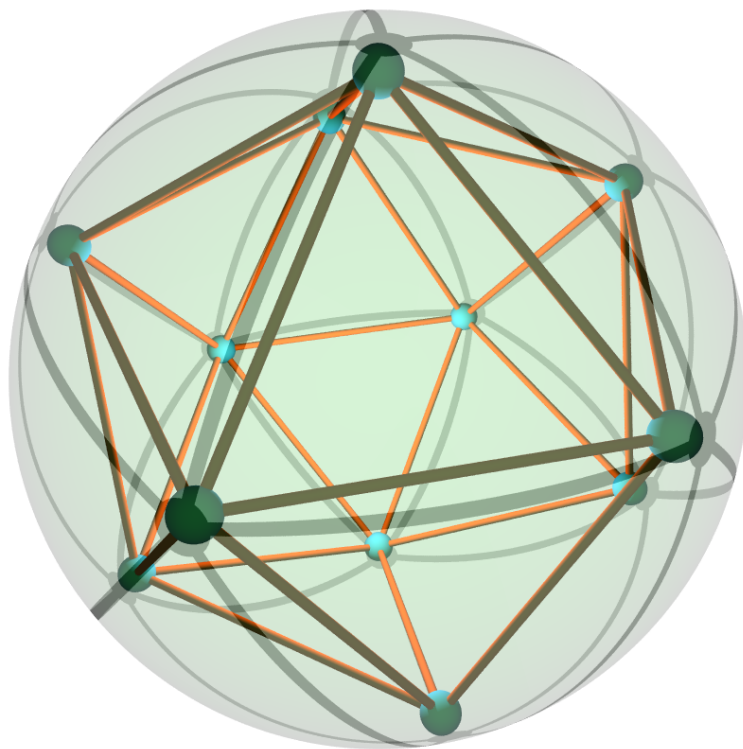


Teorie grafů



Petr Kovář

2024

Petr Kovář
Teorie grafů

Úvodem

Text, který právě čtete, vznikl jako systematická příprava přednášek i cvičení a současně obsahuje řadu poznámek a postřehů souvisejících s předmětem *Teorie grafů* pro magisterské i doktorské studium na technické vysoké škole. Při výběru témat a přípravě textu jsem vycházel z osnov předmětu, ze skript *Úvod do Teorie grafů* Dalibora Frončka [F], z knihy *Kapitoly z diskrétní matematiky* od Jiřího Matouška a Jaroslava Nešetřila [MN], z knihy *Discrete Mathematics and Its Applications* od K. Rosena [R], z knihy *Introduction to Graph Theory* od Douglase B. Westa [W] a celé řady dalších. Využil jsem také řadu podnětů z internetu, zejména z cut-the-knot.org, wikipedia.org a wolfram.com.

Pokud máte pocit, že v textu je nějaká nesrovnalost, chyba nebo překlep, dejte mi prosím vědět. Budu rád, když mne upozorníte i na méně srozumitelné pasáže, abych je v dalších verzích textu mohl vylepšit.

O projektu MI21

Vznik první verze textu byl podpořen v rámci projektu „Matematika pro inženýry 21. století – inovace výuky matematiky na technických školách v nových podmínkách rychle se vyvíjející informační a technické společnosti.“ Hlavní motivací projektu bylo reakce na změny významu jednotlivých partií matematiky při řešení praktických problémů, způsobenou zejména velkým pokrokem v matematickém modelování, dramatickým zlepšováním software a rychlým zvyšováním výpočetních kapacit moderních počítačů.

Projekt byl řešen na Vysoké škole báňské – Technické univerzitě v Ostravě a na Západočeské univerzitě v Plzni v období 2009–2012. V rámci projektu vzniklo čtyřicet nových výukových materiálů z matematické analýzy, lineární algebry, numerických metod, metod optimalizace, diskrétní matematiky, teorie grafů, statistiky a několika odborných kurzů. Všechny hotové výukové materiály jsou volně k dispozici na webových stránkách projektu <http://mi21.vsb.cz>.

Jak číst tento text

Text je psán pro čtenáře s hlubším zájmem o oblast diskrétní matematiky, který prošel některým ze základních kurzů kombinatoriky. Nultá kapitola shrnuje základní pojmy a symboly, které se objeví v dalších kapitolách. Doporučuji čtenářům ji prolistovat a při čtení pozdějších kapitol se případně vrátit k příslušnému tématu. Při studiu doporučuji nejprve dobře zvládnout první čtyři kapitoly textu, pořadí dalších kapitol už není rozhodující.

Na konci každé podkapitoly najdete příklady k procvičení probrané látky. Protože není smysluplné vybudovat nejdříve celou teorii a teprve potom řešit příklady, tak některá cvičení se odvolávají na pojmy, které budou zavedeny teprve v pozdějších kapitolách. Věřím, že není problém nalistovat si příslušnou definici (na konci textu najdete rejstřík), a pak takové příklady vyřešit.

V textu kapitol a na konci podkapitol jsem zařadil množství odkazů na internet. Prosím o shovívavost, jestliže některé odkazy budou v době vašeho studia zastaralé. Přípomínky posílejte na adresu petr.kovar@vsb.cz.

Poděkování

Děkuji Michaelu Kubesovi za pečlivé přečtení velké části jedné z verzí tohoto textu. Odhalil mnoho chyb a jeho promyšlené návrhy přispěly ke srozumitelnosti celého textu. Děkuji i Martině Litschmannové za užitečné připomínky k organizaci textu a k jazykové stránce. Dík patří i Jakubovi Závadovi, který pomohl opravit řadu překlepů v anglické verzi částí textu.

K použitým symbolům

Příklady označené „*“ patří k náročnějším. Jejich řešení obvykle vyžaduje delší výpočet nebo pečlivější rozbor. Pro řešení příkladů označených „**“ je třeba nějaký nápad nebo výsledek z jiné oblasti matematiky. Zdůrazněme ale, že hvězdička neznámá nutně „to nikdy nevyřeším“. Naproti tomu příklady označené „♡“ jsou tak lehké, že jejich řešení je zpravidla možné z paměti a jen s užitím základních pojmů.

V Krmelíně 20. února 2024.

Obsah

Úvodem	i
Přehled pojmů a označení	1
0.1. Motivační příklady	1
0.2. Množiny a posloupnosti	2
0.3. Relace	6
0.4. Zobrazení a operace	11
0.5. Kombinatorické výběry	12
0.6. Důkazové techniky	18
0.7. Co se nevešlo	24
1. Grafy a podgrafy	25
1.1. Grafy a jednoduché grafy	25
1.2. Stupeň vrcholu	29
1.3. Podgrafy	33
1.4. Implementace grafů v počítači	35
2. Cesty a cykly v grafu	38
2.1. Sledy, tahy a cesty	38
2.2. Souvislost a vzdálenost v grafu	40
2.3. Excentricita, poloměr a průměr grafu	42
3. Stromy, cykly a bipartitní grafy	45
3.1. Stromy	45
3.2. Kostry	48
3.3. Cykly a bipartitní grafy	51
4. Izomorfismus grafů	54
4.1. Pojem izomorfismu	54
4.2. Automorfismus grafů	58
5. Vrcholová a hranová souvislost	62
5.1. Míra souvislosti grafu	62
5.2. Bloky a artikulace grafů	69
6. Párování a pokrytí	75
6.1. Párování	75
6.2. Párování v bipartitních grafech	77
6.3. Pokrytí v bipartitních grafech	80
6.4. Úplné párování v obecných grafech	83
7. Hranová barvení grafů	87
7.1. Hranová barvení a chromatický index grafu	87
7.2. Hranová barvení některých speciálních tříd grafů	91
7.3. Rozklady grafů	93
8. Vrcholová barvení grafů	99
8.1. Vrcholové barvení a chromatické číslo grafu	99
8.2. Brooksova věta	103
8.3. Další meze chromatického čísla	105
9. Planární grafy	108
9.1. Rovinné a planární grafy	108
9.2. Topologický přístup	110
9.3. Algebraický přístup a Eulerův vzorec	113
9.4. Duální grafy a barvení planárních grafů	117
10. Neplanární grafy	123
10.1. Průsečíkové číslo	123
10.2. Tloušťka grafu	124
10.3. Rod grafu	125
11. Eulerovské a hamiltonovské grafy	129
11.1. Eulerovské grafy	129
11.2. Hamiltonovské grafy	132
11.3. Další výsledky	139

12. Orientované grafy	142
12.1. Základní pojmy	142
12.2. Cesty, cykly, dosažitelnost	145
12.3. Turnaje	150
12.4. Orientované eulerovské grafy	155
Rejstřík	159
Literatura	167
Přehled použitých symbolů	168

Přehled pojmů a označení

V úvodní kapitole shrneme stručný přehled pojmů, se kterými budeme v textu pracovat a které spadají do jiných (předchozích) matematických kurzů. Budeme se snažit spíše o přehlednost, než o korektní vybudování teorie. Pro studenty, kteří si budou chtít doplnit znalosti podrobněji, uvedeme několik odkazů na konci podkapitol.

0.1. Motivační příklady

Následuje malá ochutnávka problémů, které se naučíme řešit užitím nástrojů teorie grafů.

Příklad 0.1. „Handshaking problem“

Máme skupinu n lidí ($n \geq 2$) z nichž někteří si podali ruce. Ukažte, že ve skupině jsou alespoň dva lidé, kteří podali ruku stejnému počtu lidí ve skupině.

Každý z n lidí mohl podat ruku nejvýše $n - 1$ krát a nejméně 0 krát. To je celkem n možných různých počtů. Nemůže však současně nastat, že někdo podá ruku všem $n - 1$ ostatním a někdo jiný si nepodá ruku s nikým. Proto máme nejvýše $n - 1$ různých počtů podání rukou mezi n lidmi. Podle Dirichletova principu musí alespoň dva lidé podat ruku stejnému počtu lidí ve skupině. Jiné, kratší řešení si ukážeme v kapitole 1.2. ✓

Příklad 0.2. Sedm mostů města Královce

Městem Královce (nyní Kaliningrad na území Ruska) teče řeka Pregola, která vytváří dva ostrovy. V 18. století byly ostrovy spojeny s oběma břehy i navzájem celkem sedmi mosty. Otázka zní, zda je možné všechny mosty přejít tak, aby ten, kdo se o to pokouší, vstoupil na každý most pouze jednou.

V 11. kapitole ukážeme, že graf, jehož vrcholy reprezentují oba ostrovy a břehy a jehož hrany reprezentují mosty v dobové mapě Královce, není možno nakreslit jedním tahem, protože graf není Eulerovský. Řešení úlohy proto neexistuje. ✓

Příklad 0.3. Vánoční pohledy

Devět kamarádů na Vánoce posílalo pohlednice. Každý poslal pohlednici třem svým kamarádům. Ukažte, že není možné, aby každý dostal pohlednice právě od těch tří kamarádů, kterým pohlednice sám poslal.

Budeme postupovat sporem. Předpokládejme, že takovou výměnu pohlednic podle podmínek zadání lze uskutečnit. Všimneme si, že v tom případě si každá dvojice kamarádů buď žádnou pohlednici nevymění nebo si navzájem vymění dvě pohlednice. Proto celkový počet pohlednic musí být sudý (násobek dvou). Současně každý z devíti kamarádů napsal a poslal tři pohlednice, to je celkem $9 \cdot 3 = 27$ pohlednic (lichý počet), což je spor. Proto není možné, aby každý dostal pohlednice právě od těch tří kamarádů, kterým pohlednice sám poslal. Jiné elegantní řešení si ukážeme v kapitole 1.2. ✓

Příklad 0.4. Ke třem nově postaveným domům má být zavedena voda, elektřina a plyn. Pro přehlednost předpokládejme, že všechny tři domy jsou postavené na jedné straně cesty a společná přípojka pro plyn, společná přípojka pro vodu a také pro elektřinu jsou na druhé straně cesty. Vedení do každého domu povede v zemi a podle nových předpisů se jednotlivá vedení (výkopy) nesmí sdílet, dokonce ani křížit. Jak navrhnout trasu vedení tak, aby se jednotlivá vedení nekřížila? Pomůže, když domy a přípojky budou rozmístěny jinak po obou stranách cesty?

V kapitole 9. ukážeme, že řešení neexistuje ani když dovolíme libovolné rozmístění domů a společných přípojek. Vždy musí existovat alespoň jedno křížení. Zmíníme dokonce jedno zobecnění uvedeného problému. Pokud by domy a přípojky byly postaveny na hypotetické planetě ve tvaru anuloidu (torus), tak by bylo možno podle předpisů připojit dokonce čtyři domy ke čtyřem různým přípojkám (například ještě ke kanalizaci), větší počet domů nebo větší počet přípojek pak opět bude možné vybudovat jen pokud budou povoleny společné výkopy nebo jejich křížení. ✓

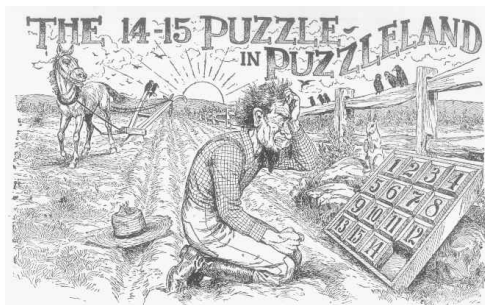
Loydova patnáctka

Hlavalam Patnáctka, nebo také Loydova patnáctka, sestává z patnácti kamenů umístěných do krabičky pro 4×4 kameny, přičemž kameny můžeme posouvat na sousední volnou pozici. Jeho autorství bývá připisováno Americkému vynálezci a matematikovi Samu Loydovi. Některé prameny však původ hlavalamu připisují poštmistrovi Noyesi Palmeru Chapmanovi z Canastoty ve státě new York. Cílem hlavalamu je přesunout kameny z výchozí pozice do stavu, kdy jsou kameny seřazeny vzestupně po řádcích a volná pozice je na posledním místě.

Různá rozmíchání Loydovy patnáctky a přípustné tahy můžeme popsat pomocí stavového grafu. Každé rozmístění kamenů do krabičky bude odpovídat některé z $16!$ permutací šestnáctiprvkové množiny (včetně volné pozice). Takový graf bude mít $16! \doteq 2,1 \cdot 10^{13}$ vrcholů. Každý přípustný tah reprezentujeme hranou, která spojuje výchozí a koncový stav kamenů daného tahu.

Příklad 0.5. Ukážeme, že z pozice, kdy jsou prohozené kameny s čísly 14 a 15 (Obrázek 0.1.) není možné dostat posloupností legálních tahů uspořádaný hlavolam, ve kterém jsou čísla po řádcích od 1 do 15?

Dá se ukázat, že stavový graf popsaný v předchozím odstavci není souvislý a že počáteční a cílový stav hlavolamu se nachází v různých komponentách stavového grafu. Je to proto, že každý tah spojuje dva vrcholy, které odpovídají permutacím se stejnou paritou. Proto cílový stav je v komponentě, která obsahuje pouze vrcholy se sudými permutacemi kamenů a výchozí stav patří do komponenty s vrcholy os lichými permutacemi kamenů. Žádná posloupnost legálních tahů proto neexistuje. ✓



Obrázek 0.1.: Ilustrace Loydovy patnáctky z roku 1914.

O rozboru hlavolamu z pohledu algebry je psáno také v textu [A].

Odkazy:

- <https://cs.wikipedia.org/wiki/Patnáctka>

Další motivační úlohy

Další klasickou úlohou diskrétní matematiky je skladaovací problém. Jeho formulace je na straně 99.

Některé hry je možno modelovat grafem. Například hry na straně ?? nebo straně ?. Řadu mechanických hlavolamů je možno popsat stavovým grafem, ve kterém vrcholy odpovídají různým rozmícháním hlavolamu a hrany spojují dva stavy, které můžeme jedním tahem změnit z jednoho stavu do druhého. O rozboru hlavolamu z pohledu algebry je psáno v textu [A].

0.2. Množiny a posloupnosti

V textu budeme často pracovat s množinou přirozených čísel $\mathbb{N} = \{1, 2, 3, 4, \dots\}$. Zejména si všimněte, že na rozdíl od předmětu Diskrétní matematika nepovažujeme číslo 0 za přirozené číslo.

Množiny

Množinou rozumíme nějaký soubor objektů. Množiny obvykle značíme velkými písmeny A, B, M, V, E . Prvky množin značíme malými písmeny a, b, x, u, v, e, \dots . Skutečnost, že prvek a do množiny M patří, zapíšeme $a \in M$ (řekneme, že a je prvek množiny M) a pokud prvek a do množiny M nepatří, řekneme, že a není prvek množiny M , a zapíšeme stručně $a \notin M$. Prázdnou množinu značíme symbolem \emptyset .

Množiny zadáváme buď výčtem prvků (například $X = \{a, b, c, d\}$) nebo popisem vlastnosti (například $M = \{x : x \in \mathbb{N}, x > 5\}$). V některých případech využijeme zavedená označení, například přirozená čísla \mathbb{N} , celá čísla \mathbb{Z} nebo reálná čísla \mathbb{R} . Pořadí prvků množiny, na rozdíl od posloupnosti, nehraje roli, dokonce ani pro množinu reprezentující interval celých čísel (definici najdete dále v této kapitole). V množině není „první“ nebo „druhý“ prvek, na pořadí má smysl se odvolat jen pro určitý zápis dané množiny.

Předpokládáme, že v množině se každý prvek vyskytuje nejvýše jedenkrát. Proto například $\{a, b, a, c\} = \{a, b, c\}$ a je tedy rozumné předpokládat, že v seznamu se každý prvek vyskytuje jen jednou. V literatuře se objevuje pojem *multimnožina*, který popisuje takové zobecnění pojmu množiny, ve kterém je povoleno opakování prvků. V tomto textu opakované prvky v obyčejné množině ani v jejím zápise nepřipustíme s výjimkou stručného zápisu posloupnosti užitím trojtečky. Například seznam $1, 2, \dots, n$ pro $n = 2$ obsahuje číslo 2 dvakrát a pro $n = 1$ je dokonce číslo 2 nadbytečné! Budeme dodržovat úmluvu, že v zápise použitím trojtečky uvedeme vždy dva první členy a po trojtečce poslední člen a případné zdvojení členů nebo překročení výčtu do přípustných hodnot nezahrneme.

Množina A je *podmnožinou* B , jestliže pro každé $a \in A$ je také $a \in B$, což zapisujeme jako $A \subseteq B$. Jestliže chceme zdůraznit, že A je *vlastní* podmnožinou množiny B , tj. B obsahuje alespoň jeden prvek, který není v množině A , tak použijeme symbol $A \subset B$.

Interval celých čísel $[a, b]$ zavedeme jako množinu $\{x \in \mathbb{Z} : a \leq x \wedge x \leq b\}$. *Mohutnost* (konečné) množiny M udává počet prvků v M a značíme ji $|M|$. Mohutnost má smysl zavést i pro nekonečné (i nespočetné) množiny, v tomto textu ale budeme pracovat s mohutností jen konečných množin.

Posloupnosti

Posloupnost je seřazený seznam libovolných *prvků* nějaké pevně zvolené množiny A . Nekonečnou posloupnost můžeme formálně zavést jako *funkci*, která každému přirozenému číslu přiřadí nějaký prvek z množiny A . Konečnou n -prvkovou posloupností budeme rozumět funkci $a : \{1, 2, \dots, n\} \rightarrow A$ a zapisujeme ji (a_1, a_2, \dots, a_n) nebo $(a_i)_{i=1}^n$. Podobně *i -tý člen* (prvek) posloupnosti značíme a_i místo $a(i)$. Indexy členů posloupnosti jsou obvykle přirozená čísla, která začínají od 1. Někdy je vhodné za index prvního členu zvolit jiné celé číslo.

Posloupnosti mohou být konečné i nekonečné. Nekonečnou posloupnost zapíšeme (a_1, a_2, \dots) nebo $(a_i)_{i=1}^\infty$. Dokonce dovolíme, aby definiční obor funkce posloupnosti byla prázdná množina. Hovoříme pak o *prázdné posloupnosti*. Všimněte si, že podle definice se prvky v posloupnosti mohou opakovat v libovolném počtu kopií. Proto i z prvků konečné množiny můžeme sestavit nekonečnou posloupnost. V tomto textu budeme pracovat téměř výhradně s konečnými posloupnostmi. Posloupnost můžeme zadat několika různými způsoby:

Výčtem prvků Je-li posloupnost zadána výčtem prvků, tak jednoduše vypíšeme všechny členy posloupnosti (a_1, a_2, \dots, a_n) . Například $(2, 3, 5, 7, 11, 13, 17, 19, 23, 29)$.

Vzorcem pro n -tý člen Zadáme funkční předpis, jak vypočítat a_n , například $a_n = n^2 + n + 41$ pro $n = 0, 1, \dots, 39$.

Rekurentně Je-li posloupnost daná *rekurentně*, znamená to, že zadáme dostatečný počet prvních členů a vztah, jak vypočítat další člen z několika předchozích členů. Například zadáme dva první členy $a_1 = 1, a_2 = 1$ a rekurentní předpis $a_{n+2} = a_{n+1} + a_n$ pro $n \in \mathbb{N}$ a dostaneme známou Fibonacciho posloupnost.

Prvky číselné posloupností můžeme sčítat. Pokud budeme sčítat všechny členy posloupnosti $(a_i)_{i=1}^n$, můžeme součet zapsat pomocí *sumačního znaménka* \sum jako

$$\sum_{i=1}^n a_i.$$

Podobně můžeme zapsat součet jen některých členů posloupnosti, například $\sum_{i=1}^n a_{2i}$ nebo dokonce součet nekonečné posloupnosti $\sum_{i=1}^\infty a_i$. Někdy je šikovné sečíst jen vybrané členy dané posloupnosti. S výhodou můžeme využít *indexovou množinu*, tj. množinu indexů vybraných členů. Například

$$\sum_{i \in \{2, 4, 7\}} i^2 = 2^2 + 4^2 + 7^2.$$

Při popisu indexové množiny se mohou využít i jiné zápisy, pokud jsou obecně srozumitelné. Například

$$\sum_{\substack{1 \leq i \leq 10 \\ i \neq 5}} i = 1 + 2 + 3 + 4 + 6 + 7 + 8 + 9 + 10.$$

Podobně jako se součtem můžeme pracovat se součinem prvků posloupnosti. Zatímco pro označení součtu používáme \sum podle řeckého písmene Σ jako „suma“, tak pro označení součinu členů posloupnosti se používá \prod podle řeckého písmene Π jako „produkt“. Součin všech členů posloupnosti $(a_i)_{i=1}^n$, můžeme zapsat stručně

$$\prod_{i=1}^n a_i.$$

Samozřejmě můžeme pracovat s indexovou množinou pro součiny podobně jako pro sumy. Pokud je posloupnost hodnot, přes kterou se má sčítat, prázdná, tak *prázdnou sumu* klademe rovnu 0. Podobně součin prvků prázdné posloupnosti klademe roven 1 (nikoliv nula!), například

$$\sum_{i=3}^2 i = 0, \quad \prod_{\substack{24 \leq i < 29 \\ i \text{ prvočíslo}}} i = 1.$$

Operace s množinami

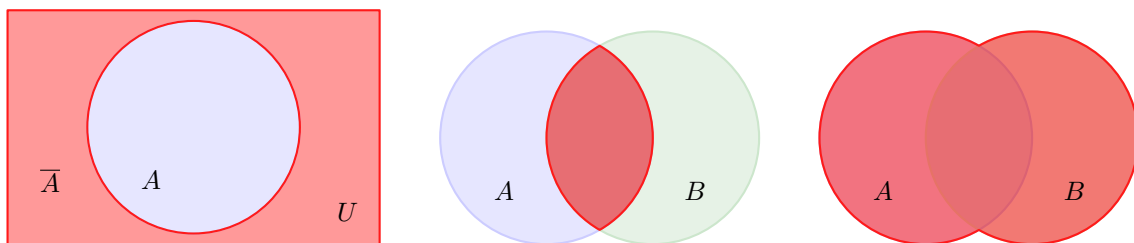
S množinami můžeme provádět různé operace. Oproti operacím s čísly jsou možnosti rozmanitější. Operací (obvykle binární) na množině A rozumíme proces, který několika množinám (obvykle dvěma) přiřadí nějakou další množinu. Formální definici operace zmíníme později.

Při popisu operací bývá užitečné zavést pojem univerza. Univerzem U rozumíme takovou obecnou množinu, která obsahuje všechny prvky, se kterými budeme pracovat. Každá množina A pak bude podmnožinou U . V analýze bývá univerzem \mathbb{R} , případně \mathbb{C} , v aritmetice \mathbb{N} . V teorii grafů může, v závislosti na řešeném problému, takovým univerzem být například množina „všech vrcholů“ grafu. Všimněte si, že hrany pak *nebudou* do zvoleného univerza patřit.

Nejjednodušší operací je doplněk množiny na univerzu U . Jestliže máme množinu A v univerzu U , tak její doplněk je množina, která obsahuje právě všechny prvky univerza U , které nejsou v množině A . Doplněk množiny značíme \bar{A} , případně \bar{A}_U , pokud chceme zdůraznit množinu univerza, a formálně definujeme $\bar{A}_U = \{a \in U : a \notin A\}$. Neformálně můžeme doplněk popsat pomocí Vennova diagramu na Obrázku 0.2.

Otázky:

- Může platit $\bar{\bar{A}} = A$?
- Může platit $\bar{\bar{A}} \subseteq A$?



Obrázek 0.2.: Doplněk množiny A na univerzu U , průnik množin $A \cap B$ a sjednocení množin $A \cup B$ jsou vyznačeny červeně.

Různých binárních operací existuje mnoho (kolik?). Průnik dvou množin A, B značíme $A \cap B$ a jedná se o množinu prvků, které jsou v obou množinách současně. Formálně definujeme $A \cap B = \{x : x \in A \wedge x \in B\}$. Sjednocení dvou množin A, B značíme $A \cup B$ a jedná se o množinu prvků, které jsou v alespoň jedné z množin. Formálně definujeme $A \cup B = \{x : x \in A \vee x \in B\}$. Neformální popis průniku a sjednocení množin A a B pomocí Vennova diagramu je na Obrázku 0.2.

Pro doplněk, průnik a sjednocení dvou množin A a B platí De Morganova pravidla

$$\overline{A \cap B} = \bar{A} \cup \bar{B} \quad \overline{A \cup B} = \bar{A} \cap \bar{B}.$$



Obrázek 0.3.: Rozdíl množin $A \setminus B$ a symetrická diference množin $A \Delta B$ jsou vyznačeny červeně.

Rozdíl množin značíme $A \setminus B$ (v tomto pořadí). Jedná se o množinu prvků z množiny A , které nejsou v množině B . Formálně definujeme $A \setminus B = \{x : x \in A \wedge x \notin B\}$. Symetrická diference množin A a B se značí $A \Delta B$ nebo $A \ominus B$. Někdy také $A \Delta B$ či $A + B$. V tomto textu budeme používat označení $A \Delta B$. Jedná se o prvky, které jsou obsaženy v právě jedné ze dvou množin A a B , formálně $A \Delta B = \{x : (x \in A \wedge x \notin B) \vee (x \notin A \wedge x \in B)\}$. Symetrickou diferencí můžeme nadefinovat také jako $A \Delta B = (A \setminus B) \cup (B \setminus A)$ nebo $A \Delta B = (\overline{A \cap B})_{A \cup B}$. Rozdíl a symetrická diference množin znázorněné Vennovým diagramem jsou na Obrázku 0.3.

Podobně, jako jsme na straně 3 zavedli sumační symbol pro součet prvků posloupnosti, můžeme zavést symbol pro průnik a sjednocení posloupnosti množin A_1, A_2, \dots, A_n .

$$\bigcap_{i=1}^n A_i = A_1 \cap A_2 \cap \dots \cap A_n, \quad \bigcup_{i=1}^n A_i = A_1 \cup A_2 \cup \dots \cup A_n.$$

Analogicky zavedeme i průnik a sjednocení posloupnosti množin přes indexovou množinu $J = \{j_1, j_2, \dots, j_k\}$, kde $\{j_1, j_2, \dots, j_k\} \subseteq \{1, 2, \dots, n\}$.

$$\bigcap_{j \in J} A_j = A_{j_1} \cap A_{j_2} \cap \dots \cap A_{j_k}, \quad \bigcup_{j \in J} A_j = A_{j_1} \cup A_{j_2} \cup \dots \cup A_{j_k}.$$

Uvědomme si, že průnik posloupnosti množin a sjednocení posloupnosti množin můžeme takto zavést, protože operace průnik a sjednocení množin je podle definice asociativní. Průnik a sjednocení přes indexovou množinu navíc vyžaduje, aby příslušné operace byly komutativní, což platí (Cvičení 0.2.2.).

Symbolům $\cup, \cap, \setminus, \Delta$ i dalším podobným říkáme *binární operátory*.

Otázky:

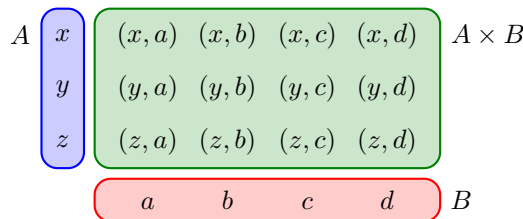
- Je operace rozdíl množin pro některé dvě množiny komutativní?
- Je operace rozdíl množin pro některé tři množiny asociativní?
- Je operace symetrické difference množin pro některé dvě množiny asociativní?

Další operace s množinami

Zavedeme další užitečné operace – kartézský součin a kartézskou mocninu množin. Mějme dvě množiny A a B . Jejich kartézský součin bude množina uspořádaných dvojic prvků z A a B , kterou označíme $A \times B$. Definujeme

$$A \times B = \{(a, b) : a \in A \wedge b \in B\}.$$

Pro konečné množiny se dá snadno ukázat, že platí $|A \times B| = |A| \cdot |B|$. Grafické znázornění je na Obrázku 0.4. Všimněte si, že obecně neplatí $A \subseteq A \times B$ ani $A \in A \times B$.



Obrázek 0.4.: Znázornění kartézského součinu množin $A \times B = \{x, y, z\} \times \{a, b, c, d\}$.

Kartézský součin množin obecně *není* komutativní operace. Komutativita je splněna pouze v triviálních případech, kdy $A = B$ nebo když alespoň jedna z množin je prázdná. Kartézský součin můžeme zobecnit i pro součin více množin. Definujeme a značíme n -ární kartézský součin množin A_1, A_2, \dots, A_n jako

$$A_1 \times A_2 \times \dots \times A_n = \{(a_1, a_2, \dots, a_n) : a_i \in A_i \text{ pro } i = 1, 2, \dots, n\},$$

přičemž unární kartézský součin A_1 klademe roven A_1 . V některé literatuře najdeme rekurzivní definici n -árního součinu, která využívá konstrukci $A^n = A^{n-1} \times A$. Striktně vzato bez nějaké další úmluvy nejsou tyto definice ekvivalentní a obecně by takto zavedená operace nebyla asociativní, protože například pro $A = \{a\}$ bychom měli

$$A \times (A \times A) = \{(a, (a, a))\} \neq \{((a, a), a)\} = (A \times A) \times A.$$

Zavedeme proto úmluvu, že prvky kartézského součinu n množin pro libovolné uzávorkování budou uspořádané n -tice sestavené po řadě z prvků množin součinu. Nyní snadno zavedeme také n -tou *kartézskou mocninu* množiny A jako

$$A^n = \underbrace{A \times A \times \dots \times A}_n, \quad n \text{ krát}$$

přičemž definujeme $A^1 = A$ a $A^0 = \{\emptyset\}$.

Otázky:

- Co je výsledkem kartézského součinu $A \times \emptyset$?
- Co je výsledkem kartézské mocniny \emptyset^2 ?
- Co je výsledkem kartézské mocniny \emptyset^0 ?
- Platí obecně $A \subseteq (A \times A)$?
- Platí vždy $A \cap (A \times B) = \emptyset$?

Jestliže množina S obsahuje jako prvky jen množiny, říkáme, že S je *system* množin. Je to nejen přehlednější, ale i srozumitelnější než „množina množin“. Ke každé množině A umíme sestavit systém množin, který obsahuje všechny její podmnožiny. Tento systém značíme 2^A a nazýváme jej *potenční množina* nebo *potenční systém* množiny A , protože obsahuje všechny potenciální podmnožiny množiny A . Snadno se ukáže (například indukci), že mohutnost potenční množiny 2^A množiny A je $|2^A| = 2^{|A|}$ (Cvičení 0.2.11.). Nyní snadno nahlédneme, odkud pochází i poněkud zvláštní označení potenční množiny.

Otázky:

- Jaký je rozdíl mezi \emptyset a $\{\emptyset\}$?
- Jak vypadá potenční množina prázdné množiny?
- Jaká množina má prázdnou potenční množinu?
- Platí $A \in 2^A$ nebo $A \subseteq 2^A$?

Cvičení

0.2.1.♥ Ukažte, že pro libovolné univerzum U a libovolnou množinu $A \in U$ platí $\overline{\overline{A}} = A$.

0.2.2.♥ Ukažte, že operace průnik množin a sjednocení množin je komutativní a asociativní.

0.2.3.♥ Ukažte, že operace rozdíl množin není komutativní ani asociativní.

0.2.4. Ukažte, že operace symetrická diference množin je asociativní.

0.2.5. Nadefinujeme symetrickou diferenci přes indexovou množinu J , přičemž $|J| \geq 2$, následujícím způsobem: $\Delta_{j \in J} A_j = ((A_{j_1} \Delta A_{j_2}) \Delta A_{j_2}) \Delta \dots \Delta A_{j_k}$, kde $J = \{j_1, j_2, \dots, j_k\}$. Ukažte, že platí

$$\Delta_{j \in J} A_j = \{x \in \cup_{j \in J} A_j : |\{A_j : x \in A_j\}| \text{ je liché číslo} \},$$

neboli symetrická diference posloupnosti množin obsahuje pouze ty prvky, které se vyskytují v lichém počtu množin daného systému množin.

0.2.6.* Najděte všechny takové množiny A , pro které platí $A \subseteq \text{powerset } A$.

0.2.7. Kolik existuje takových trojic množin A, B, C , aby platilo $A \subseteq B \subseteq C$?

0.2.8. Najděte obecný vztah pro součet a) prvních n lichých čísel, b) prvních n sudých kladných čísel.

0.2.9. Vypočítejte součet $\sum_{i=1}^n (-1)^i$.

0.2.10. Pro každé přirozené číslo n najděte největší systém S podmnožin nějaké n -prvkové množiny tak, aby $\forall A, B \in S$ platilo $A \cap B \neq \emptyset$.

0.2.11. Ukažte, že potenční množina libovolné konečné množiny A má $2^{|A|}$ prvků.

0.3. Relace

Pokud dvě věci spolu souvisí, tak v běžné řeči někdy říkáme, že jsou v relaci¹. Tuto vlastnost budeme nyní formalizovat pro matematické objekty.

Základní vlastnosti relací

Relace mezi množinami A a B je nějaká (libovolná) podmnožina R kartézského součinu $A \times B$. Součin $A \times B$ obsahuje všechny uspořádané dvojice prvků z $A \times B$, relace R obecně obsahuje jen některé z nich – ty dvojice prvků, které jsou v relaci. Vlastnost, že dva prvky $a \in A, b \in B$ jsou v relaci zapisujeme zkráceně

¹ Relaci máme na mysli vzájemný vztah, nikoliv rozhlasové nebo jiné vysílání.

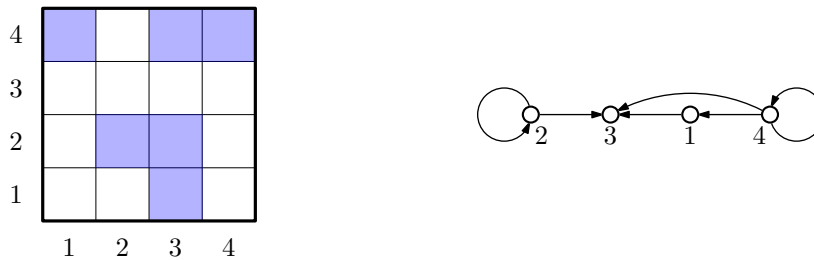
aRb místo $(a, b) \in R$. Jestliže dvojice prvků není v relaci, píšeme aRb místo $(a, b) \notin R$. Prvek a se nazývá *předchůdce* prvku b a naopak prvek b se nazývá *následovník* prvku a .

Řada relací má svá ustálená označení, kterému říkáme *relační symbol*. Například relace rovnosti značíme $=$, relace menší $<$, relace menší nebo rovno \leq nebo relace ekvivalence \sim . V takovém případě je značení $a < b$ (rozuměj aRb) mnohem přehlednější, než „ $(a, b) \in <$ “.

Speciální a velmi důležitý případ je (binární) *relace na množině* A . Jedná se o libovolnou podmnožinu druhé kartézské mocniny A^2 . Relaci R na množině A můžeme přehledně znázornit několika způsoby. Jedním je algebraický zápis pomocí čtvercové matice $M = (m_{ij})$ řádu $|A|$. Každému prvku množiny A přiřadíme nějaký (jiný) řádek a sloupec. Jestliže platí iRj (prvky i a j jsou v relaci R), tak položíme $m_{ij} = 1$. V opačném případě definujeme $m_{ij} = 0$. Například relaci $R = \{(1, 3), (2, 2), (2, 3), (4, 1), (4, 4)\}$ na množině $A = [1, 4]$ můžeme znázornit pomocí následující matice M .

$$M = \begin{pmatrix} 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 1 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 \\ 1 & 0 & 1 & 1 \end{pmatrix}$$

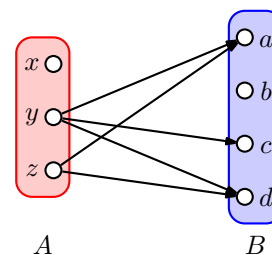
Uvedeme i dva grafické způsoby znázornění relace. Podle toho, zda jsou prvky i a j v relaci budeme vybarvovat jednotková políčka ve čtvercovém schématu o rozměru $|A| \times |A|$ políček (počítáme jako v prvním kvadrantu souřadné soustavy). Příklad znázornění relace R na množině A je na Obrázku 0.5. vlevo. Zcela odlišné grafické znázornění pomocí šipek je na Obrázku 0.5. vpravo. Každému prvku množiny A přiřadíme bod v rovině a dva body x, y spojíme šipkou směřující z x do y právě tehdy, když xRy .



Obrázek 0.5.: Dvě různá grafická znázornění téže relace R na množině $[1, 4]$.

Pro přehledné znázornění relace mezi dvěma různými množinami můžeme použít obdélníkové matice nebo obdélníková grafická schémata. Na Obrázku 0.6. vlevo je relace $S = \{(y, a), (y, c), (y, d), (z, a), (z, d)\}$ mezi množinami $A = \{x, y, z\}$ a $B = \{a, b, c, d\}$ zapsaná v matici N a grafický způsob znázornění relace S pomocí šipek je na Obrázku 0.6. vpravo.

$$N = \begin{pmatrix} 0 & 0 & 0 & 0 \\ 1 & 0 & 1 & 1 \\ 1 & 0 & 0 & 1 \end{pmatrix}$$



Obrázek 0.6.: Znázornění relace S mezi množinami $A = \{x, y, z\}$ a $B = \{a, b, c, d\}$.

Speciální typy relací

Relací na konečné množině existuje sice konečně mnoho, ale i pro malé množiny může počet různých relací být velký. Například na desetiprvkové množině můžeme sestavit $2^{100} \doteq 1,3 \cdot 10^{30}$ různých relací. Pro zajímavost srovnajme počet různých relací na patnáctiprvkové množině $2^{225} \doteq 5,4 \cdot 10^{67}$ a odhadovaný počet atomů ve Sluneční soustavě $1,2 \cdot 10^{57}$. Jak by asi vypadal seznam všech takových relací? Protože obvykle není možno zkoumat všechny relace na dané (byť poměrně malé) konečné množině, zaměříme se jen na relace, které mají pěkné vlastnosti a praktický význam. Takové „pěkné“ vlastnosti mají své názvy. Řekneme, že (binární) relace na množině A je

- *reflexivní* jestliže $\forall x \in A$ platí $(x, x) \in R$,
- *ireflexivní* jestliže $\forall x \in A$ platí $(x, x) \notin R$,

- *symetrická* jestliže $\forall x, y \in A$ platí $(x, y) \in R \Leftrightarrow (y, x) \in R$,
- *antisymetrická* jestliže $\forall x, y \in A$ platí $(x, y), (y, x) \in R \Rightarrow x = y$,
- *asymetrická* jestliže $\forall x, y \in A$ platí $(x, y) \in R \Rightarrow (y, x) \notin R$,
- *tranzitivní* jestliže $\forall x, y, z \in A$ platí $(x, y), (y, z) \in R \Rightarrow (x, z) \in R$,
- *lineární* (nebo také *úplná*) jestliže $\forall x, y \in A$ platí $(x, y) \in R \vee (y, x) \in R$.

Uvedeme několik příkladů. Relace rovnosti $=$ je reflexivní, tranzitivní, symetrická i antisymetrická. Relace menší $<$ je tranzitivní, antisymetrická a je ireflexivní na rozdíl od relace \leq , která je tranzitivní, antisymetrická a reflexivní. Relace „dorozumět se“ je obvykle symetrická, nemusí však být tranzitivní.

Mějme celá čísla a, b . Řekneme, že a dělí b a píšeme $a \mid b$, jestliže existuje takové celé číslo k , že $b = ka$. V opačném případě řekneme, že a nedělí b a píšeme $a \nmid b$. Snadno se přesvědčíme, že relace dělitelnosti \mid je reflexivní, antisymetrická a tranzitivní na nějaké (konečné i nekonečné) množině přirozených čísel. Relace dělitelnosti \mid na množině přirozených čísel \mathbb{N} je reflexivní, tranzitivní a antisymetrická, není však úplná ani symetrická. Stejně vlastnosti má i dělitelnosti \mid na množině přirozených čísel včetně nuly $(\mathbb{N} \cup \{0\})$. Zejména si všimněte, že je reflexivní. Avšak relace dělitelnosti na množině všech celých čísel \mathbb{Z} není antisymetrická.

Není obtížné spočítat, kolik existuje různých symetrických relací, antisymetrických relací, asymetrických relací na dané n -prvkové množině A (Cvičení 0.3.5.). Je znám počet relací na A , které jsou současně symetrické a tranzitivní, které jsou současně reflexivní, symetrické a tranzitivní (relace ekvivalence) nebo které jsou současně lineární, antisymetrické a tranzitivní. Na druhou stranu určení počtu všech tranzitivních relací (bez dalšího omezení) na množině A , je stále otevřený problém.

Uspořádání a ekvivalence

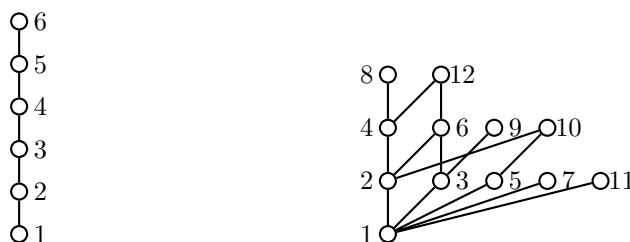
Mezi všemi relacemi mají významné postavení dvě: relace částečného uspořádání a relace ekvivalence. Relace *částečného uspořádání* na množině A je každá binární relace, která je reflexivní, antisymetrická a tranzitivní. Částečné uspořádání se značí symbolem \preceq , protože se může jednat i o jiné uspořádání, než je klasická relace uspořádání \leq čísel podle velikosti. Názvem „částečné“ chceme zdůraznit, že se nemusí jednat o úplnou relaci na množině A , tj. ne každá dvojice prvků musí být v relaci xRy nebo yRx . Takové dva prvky se nazývají *neporovnatelné*. Například relace „býti podmnožinou“ (relace inkluze \subseteq) je relace částečného uspořádání na nějaké množině. Už na dvouprvkové množině $\{x, y\}$ najdeme dvě neporovnatelné podmnožiny $\{x\}$ a $\{y\}$. Je-li naopak relace \preceq lineární, tak říkáme, že relace je *lineární uspořádání* (Obrázek 0.7. vlevo). Příkladem lineárního uspořádání je obyčejné uspořádání celých, racionálních nebo reálných čísel podle velikosti nebo třeba abecední (lexikografické) uspořádání slov ve slovníku (Cvičení 0.3.4.).

Taková podmnožina B množiny A s uspořádáním \preceq , ve které jsou každé dva prvky porovnatelné, se nazývá *řetězec* (anglicky „chain“). Naopak, každá podmnožina C množiny A , ve které jsou každé dva prvky neporovnatelné, se nazývá *úplně neuspořádaná množina* nebo *antiřetězec* (z anglického „antichain“).

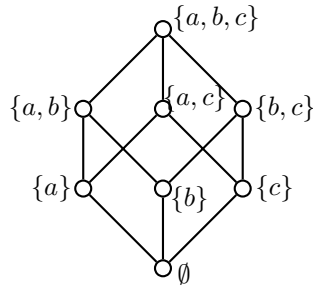
Relaci částečného uspořádání na konečně množině můžeme přehledně znázornit pomocí *hasseovského diagramu*. Prvky množiny A zakreslíme jako body v rovině. Dále dodržíme následující dvě pravidla

- Je-li $x \preceq y$, tak bod x zakreslíme níž než bod y .
- Dva body spojíme hranou, jestliže $x \preceq y$ a neexistuje žádné $t \in A$ takové, aby $x \preceq t$ a současně $t \preceq y$.

Říkáme, že y je *bezprostřední následovník* prvku x . Všimněte si, že vzájemná úroveň každých dvou prvků v relaci je určena jednoznačně, protože relace \preceq je antisymetrická. Navíc *všechny* další spojnice vyplývají z tranzitivity relace, proto je do diagramu nemusíme zakreslovat. Tyto spojnice „navíc“ by celý diagram jen znepréhlednily.



Obrázek 0.7.: Lineární uspořádání relace menší nebo rovno \leq na množině $[1, 6]$ a částečné uspořádání relace dělitelnosti \mid na množině $[1, 12]$.

Obrázek 0.8.: Relace podmnožiny \subseteq na systému podmnožin množiny $\{a, b, c\}$.

Relace dělitelnosti $|$ na nějaké množině přirozených čísel je pěkným příkladem relace částečného uspořádání, které obecně *není* lineární (Obrázek 0.7. vpravo). Dalším běžným příkladem nelineární relace uspořádání je relace inkluze \subseteq na potenční množině nějaké n -prvkové množiny.

Otázky:

- Jaký je rozdíl mezi dělitelností čísel a, b a dělením čísel a, b ?
- Vysvětlete, která z následujících tvrzení jsou pravdivá: a) nula dělí každé číslo, b) každé číslo dělí nulu, c) nulou můžeme dělit každé číslo, d) nulu můžeme dělit každým číslem.

V matematice, na rozdíl od běžné řeči, rozlišujeme pojmy největší a maximální. Tyto pojmy jsou (někdy explicitně, jindy nepřímě) spjaty s nějakou relací částečného uspořádání. Množina s uspořádáním \preceq se nazývá *poset* z anglického **partially ordered set**. Mějme nějaký poset (A, \preceq) . Prvek $m \in A$ se nazývá

- 1) *největší*, jestliže pro každý prvek $x \in A$ platí $x \preceq m$,
- 2) *nejmenší*, jestliže pro každý prvek $x \in A$ platí $m \preceq x$,
- 3) *maximální*, jestliže pro každý prvek $x \in A$ platí implikace $m \preceq x \Rightarrow x = m$,
- 4) *minimální*, jestliže pro každý prvek $x \in A$ platí implikace $x \preceq m \Rightarrow x = m$.

Jinými slovy, aby prvek m posetu (A, \preceq) byl maximální, nesmí existovat jiný prvek x ($x \neq m$), který by byl „následovníkem prvku m “, tedy v relaci „napravo od m “ $m \preceq x$. Z uvedené definice snadno odvodíme, že každý největší prvek je zároveň maximální. Opačné tvrzení platit nemusí. Podobně je tomu s nejmenšími a minimálními prvky posetu. Minimální prvek posetu (A, \preceq) není následovníkem žádného jiného prvku a prvek je nejmenší, jestliže každý prvek v posetu (A, \preceq) je jeho následovníkem. Například poset $([1, 12], |)$ na Obrázku 0.7. vpravo má šest maximálních prvků a nemá největší prvek. Naproti tomu nejmenším a zároveň minimálním prvkem je 1. Význam rozdílu obou pojmů bude patrný zejména v kapitole 6.

Příklady nekonečného posetu bez maximálního prvku jsou (\mathbb{N}, \leq) , $(\mathbb{N}, |)$ a $((0, 1), \leq)$. Všechny tři uvedené posety mají nejmenší prvek (jaký?) Naproti tomu poset (\mathbb{Z}, \leq) nemá žádný nejmenší, největší ani maximální a minimální prvek. Všimněte si, že poset $(\mathbb{N} \cup \{0\}, |)$ má největší prvek, jaký?

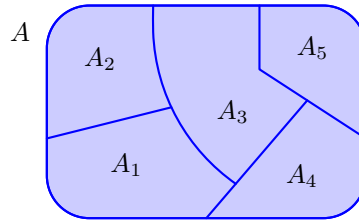
Otázky:

- Prvky řetězce uspořádané množiny jsou podle definice hasseovského diagramu zakresleny v různých hladinách. Je hladina každého prvku určena jednoznačně?
- Jaké jsou maximální a minimální prvky posetu $([1, 12], |)$ na Obrázku 0.7. vpravo?
- Jaký prvek bychom mohli do množiny $A = [1, 12]$ posetu $(A, |)$ přidat, aby poset $(A \cup \{m\}, |)$ měl největší prvek? Jaké by v tom případě byly maximální prvky?

V celém textu budeme často rozdělovat nějaké množiny na disjunktní části. *Rozklad* množiny A je takový systém S neprázdných podmnožin množiny A , které jsou po dvou navzájem disjunktní a jejichž sjednocení je množina S . Formálně je rozklad množiny A systém podmnožin $A_i \subseteq A$ (kde $i \in I$ a I je nějaká indexová množina), pro který platí

- (i) $A_i \neq \emptyset$ pro každé $i \in I$,
- (ii) $A_i \cap A_j = \emptyset$ pro každé $i, j \in I$, $i \neq j$,
- (iii) $\bigcup_{i \in I} A_i = A$.

Každá množina A_i se nazývá *třída rozkladu* množiny A . Všimněte si, že definice zformulovaná pomocí indexové množiny zahrne i rozklad na nekonečně mnoho tříd rozkladu, zatímco kdybychom řekli, že rozklad je tvořen třídami A_1, A_2, \dots, A_k , tak tříd bude právě k , tedy konečně mnoho. Samozřejmě třídy rozkladu A_i mohou být libovolně neprázdné konečné i nekonečné množiny. Rozklad množiny na konečně mnoho

Obrázek 0.9.: Rozklad množiny A na pět tříd A_1, A_2, A_3, A_4, A_5 .

podmnožin můžeme znázornit podobně jako na Obrázku 0.9., jednotlivé třídy mohou být konečné i nekonečné podmnožiny A . Rozklad na nekonečně mnoho tříd rozkladu lze znázornit jen schématicky.

Otázky:

- Najdete příklad rozkladu, který má konečně mnoho nekonečných tříd rozkladu?
- Najdete příklad rozkladu, který má nekonečně mnoho konečných tříd rozkladu?
- Najdete příklad rozkladu, který má nekonečně mnoho nekonečných tříd rozkladu?

Další významnou relací je relace ekvivalence. Každou binární relaci na množině A , která je reflexivní, symetrická a tranzitivní nazveme relace *ekvivalence*. Relace ekvivalence se značí podle kontextu různými symboly, zpravidla $=, \equiv, \sim, \approx, \simeq, \cong$ a podobně. V následujících odstavcích budeme používat symbol \simeq .

Každou relaci ekvivalence můžeme znázornit, stejně jako každou relaci, maticí nebo pomocí šipek. Všimněte si, že znázornění pomocí hasseovského diagramu obecně *nemůžeme* použít (proč?). Nejpřehlednější je znázornění pomocí rozkladu množiny A na tzv. třídy ekvivalence. Další věta ukáže, že mezi relacemi ekvivalence na dané množině a rozklady této množiny je úzká souvislost. *Třída ekvivalence* příslušná prvku $x \in A$ v relaci \simeq je množina všech takových prvků A , které jsou s x v relaci \simeq . Značíme ji $[x]_{\simeq}$, případně $[x]$, pokud je z kontextu zřejmé, s jakou relací ekvivalence pracujeme.

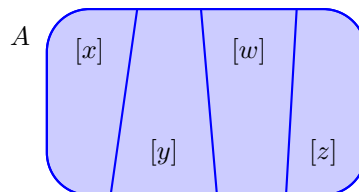
Věta 0.1. *Je-li \simeq ekvivalence na množině A , tak všechny různé třídy ekvivalence \simeq tvoří rozklad množiny A . Naopak, je-li A_1, A_2, \dots, A_k rozklad množiny A , tak existuje taková relace ekvivalence \simeq na množině A , že A_1, A_2, \dots, A_k jsou třídy ekvivalence \simeq .*

Důkaz. Jedná se o dvě implikace, dokážeme první z nich. Druhá je ponechána jako Cvičení 0.3.8.

Mějme relaci ekvivalence \simeq na dané množině A . Pro každý prvek $x \in A$ bude příslušná třída rozkladu $[x]$ neprázdná, protože z reflexivity je $x \simeq x$, a proto x jistě patří do $[x]$. Protože do každé třídy $[x]$ zařazujeme pouze prvky A , jistě platí $\cup_{x \in A} [x] \subseteq A$. Dále, protože každý prvek $x \in A$ patří do třídy $[x]$, platí $A \subseteq \cup_{x \in A} [x]$ a celkem dostaneme $\cup_{x \in A} [x] = A$.

Zbývá ověřit, zda jsou disjunktní různé třídy rozkladu. Postupujeme nepřímou a ukážeme, že je-li $[x] \cap [y] \neq \emptyset$, tak $[x] = [y]$. Je-li $z \in [x]$, tak podle definice $[x]$ platí $z \simeq x$. Protože $[x] \cap [y] \neq \emptyset$, tak existuje $w \in [x] \cap [y]$ a z definice tříd $[x]$, $[y]$ je proto $w \simeq x$ a $w \simeq y$. Dále ze symetrie relace \simeq dostaneme $x \simeq w$. Víme, že $z \simeq x$, $x \simeq w$ a $w \simeq y$, a z tranzitivity relace \simeq pak plyne $z \simeq y$. To ale znamená, že $z \in [y]$ a platí $[x] \subseteq [y]$. Opačná inkluze se dokáže analogicky záměnou symbolů x a y . \square

Vidíme, že oba pojmy, rozklad množiny A a relace ekvivalence na množině A , jsou jen dva různé pohledy na stejnou věc. Podle důkazu Věty 0.1. můžeme k libovольnému rozkladu S (jistému systému podmnožin) množiny A sestavit relaci ekvivalence tak, že třídy rozkladu příslušné této ekvivalenci budou právě třídy původního rozkladu. A také naopak, máme-li relaci ekvivalence \simeq na množině A , uděláme rozklad množiny A příslušný relaci \simeq a sestojíme relaci ekvivalence postupem podle důkazu předchozí věty, dostaneme právě relaci ekvivalence \simeq (Obrázek 0.10.).

Obrázek 0.10.: Třídy relace ekvivalence na množině A .

Otázky:

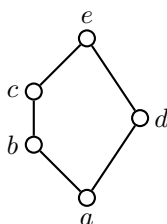
- Je možno (a jak) znázornit některé relace ekvivalence pomocí hasseovského diagramu?
- Jaký je rozdíl mezi relačním symbolem a binárním operátorem?
- Je symbol a) „množinové \in “, b) „množinové \subseteq “, c) „množinové $=$ “, d) „množinový součin \times “ binární operátor?

Odkazy:

- <http://math.chapman.edu/~jipsen/finitestructures/Lat8.pdf>
- http://en.wikipedia.org/wiki/Equivalence_relation

Cvičení

0.3.1. Máme poset $P = (A, \preceq)$ daný hasseovským diagramem na Obrázku 0.11. a) Popište příslušnou relaci \preceq na množině A pomocí uspořádaných dvojic. b) Najděte největší a nejmenší prvky (pokud existují). c) Najděte nejdelší řetězec B v posetu (A, \preceq) . d) Najděte největší antiretězec C v posetu (A, \preceq) .



Obrázek 0.11.: Poset $P = (A, \preceq)$.

0.3.2. Ukažte, že relace R na množině A je tranzitivní právě tehdy, když platí $R \circ R \subseteq R$, kde „ \circ “ značí skládání relací.

0.3.3. Dokažte, že je-li A reflexivní relace, tak platí $A \circ A = A$ právě tehdy, když A je tranzitivní relace.

0.3.4. Sestavte definici lexikografického uspořádání slov.

0.3.5. Máme množinu A s n prvky. Kolik existuje relací na množině A , které jsou a) reflexivní, b) symetrické, c) antisymetrické, d) asymetrické, e) symetrické i antisymetrické současně, f) všech?

0.3.6. Řekneme, že dvě čísla $x, y \in \mathbb{R}$ jsou v relaci \star , jestliže $\exists k \in \mathbb{N} : x^k = y^k$. Ukažte, že \star je relace ekvivalence na množině \mathbb{R} .

0.3.7. Najděte příklad relace na množině A , která je symetrická, tranzitivní, ale není reflexivní.

0.3.8. Dokažte zbývající implikaci Věty 0.1. Je-li A_1, A_2, \dots, A_k rozklad množiny A , tak existuje taková relace ekvivalence \simeq na množině A , že A_1, A_2, \dots, A_k jsou třídy ekvivalence \simeq .

0.4. Zobrazení a operace

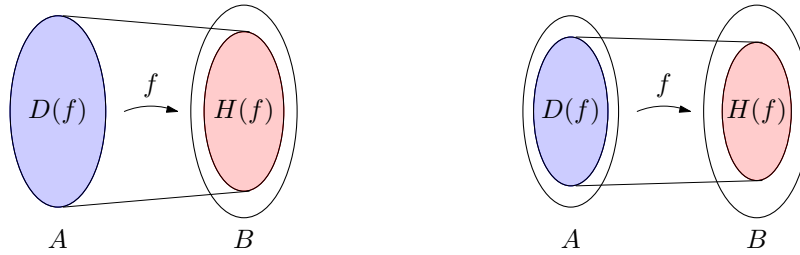
Zobrazení a operace můžeme chápat jako speciální případy relací mezi množinami.

Zobrazení

Zobrazení budeme chápat jako pravidlo, které každému prvku množiny A (množina *vzorů*) přiřazuje právě jeden prvek z množiny B (množina *obrazů*). Všimněte si, že toto „přiřazení“ je vztahem mezi dvojicemi prvků, kdy jeden prvek je z množiny A a druhý prvek je z množiny B . Proto formálně definujeme *zobrazení množiny A do množiny B* jako relaci mezi množinami A a B , ve které je každý prvek množiny A v relaci s právě jedním prvkem množiny B . Podle uvedené definice ne každý prvek množiny obrazů B je nutně v relaci (následovníkem) nějakého prvku množiny A . Množina vzorů A je současně *definičním oborem* $D(f)$ zobrazení f a *obor hodnot* zobrazení f je taková podmnožina $H(f)$ množiny B , jež obsahuje všechny prvky B , které jsou v relaci (následovníkem) s nějakým prvkem množiny A .

Někdy bývá zobrazení definováno jako pravidlo, které některým prvkům z množiny A přiřazuje nejvýše jeden prvek z množiny B . Takové zobrazení pak nazýváme *zobrazení z množiny A do množiny B* (nepřehlédněte předložku „z“ v názvu) a definujeme jej jako relaci mezi množinami A a B , ve které je každý prvek množiny A v relaci s nejvýše jedním prvkem množiny B . Všimněte si, že podle definice nemusí být každý

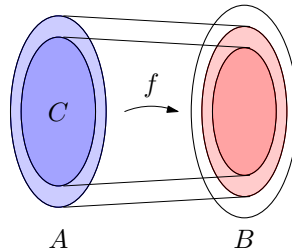
prvek množiny vzorů A v relaci s nějakým prvkem množiny obrazů B . Definičním oborem je pak taková podmnožina množiny A , která obsahuje všechny prvky A , které jsou v relaci (předchůdcem) s nějakým prvkem množiny B .



Obrázek 0.12.: Zobrazení A do B a z A do B se zvýrazněným definičním oborem a oborem hodnot.

Zobrazení f množiny A (nebo i z množiny A) do množiny B značíme $f : A \rightarrow B$. Protože takové přiřazení je pro každý prvek z A jednoznačné, můžeme místo zápisu relace užitím uspořádaných dvojic použít stručnější a přehlednější zápis $b = f(a)$, kde $a \in A$ je *vzor* prvku b , $b \in B$, kterému říkáme *obraz* prvku a .

Mějme dáno nějaké zobrazení $f : A \rightarrow B$ a podmnožinu $C \subseteq A$. *Restrikce* zobrazení f na množinu C je zobrazení $f' : C \rightarrow B$ takové, že $\forall c \in C$ platí $f'(c) = f(c)$. Je zřejmé, že pro každé zobrazení z množiny A do množiny B můžeme najít takovou největší podmnožinu $C \subseteq A$, aby restrikce $f' : C \rightarrow B$ byla zobrazením množiny C do množiny B , nikoliv z množiny C do B .



Obrázek 0.13.: Restrikce zobrazení $f : A \rightarrow B$ na množinu C .

Operace

Teprve nyní můžeme formálně popsat *operaci* na množině. *Binární operací* na univerzu U rozumíme libovolné zobrazení $U \times U \rightarrow U$. Každé uspořádané dvojici prvků z množiny U přiřadíme výsledek operace – nějaký další prvek z množiny U .

Podobně n -ární operace na univerzu U je zobrazení $U^n \rightarrow U$, kde U^n je n -tá kartézská mocnina množiny U . Všimněte si, že má smysl hovořit i o *unárních operacích*, tedy operacích $U \rightarrow U$. Příkladem takových operací (a operátorů) může být opačné znaménko „-“ na množině reálných čísel, faktoriál „!“ na množině přirozených čísel včetně nuly ($\mathbb{N} \cup \{0\}$), mocniny a dokonce libovolná funkce může být chápána jako unární operace. Výjimečně se lze setkat s pojmem *nulární operace*, což je vlastně konstanta.

Cvičení

0.4.1. Logické spojky konjunkce „ \wedge “, disjunkce „ \vee “ a implikace „ \Rightarrow “ patří mezi binární logické operátory $\{0,1\} \times \{0,1\} \rightarrow \{0,1\}$, kde 0 a 1 odpovídají pravdivostním hodnotám. Kolik takových různých binárních operátorů existuje?

0.4.2. Mějme binární operaci \square a unární operaci \boxplus definované pro všechna reálná čísla předpisem $a \square b = (a+b)/2$ a unární operaci $\boxplus a = (1-a)^2$. Určete a) $(\boxplus a) \square (1 - \boxplus a)$, jestliže $\boxplus a = 3$ b) $\boxplus \boxplus a$, jestliže $a \square 5 = 3$.

0.5. Kombinatorické výběry

Běžně se setkáme s problémem, kdy máme za úkol odpovědět na otázku „kolik“ je objektů jistého typu. Jedná-li se o konečně velkou množinu, pak určení celkového počtu možností nám může pomoci udělat si představu o rozsahu zkoumaného problému. Budeme-li, podobně jako mudrc v jednom starém příběhu, chtít na první políčko šachovnice položit jedno zrnko rýže a na každé další políčko dvojnásobek zrněk, než

na políčko předchozí, tak dojdeme k překvapujícímu závěru, že na celém světě není dostatek zrněk pro splnění úkolu².

V této podkapitole připomeneme několik základních početních postupů při hledání (konečného) počtu objektů jistého typu. *Výběrem* budeme rozumět podmnožinu nějaké množiny, případně posloupnost sestavenou z prvků dané množiny. V prvním případě výběr nazveme *neuspořádaný*, v druhém případě *uspořádaný*. Jestliže se v rámci jednoho výběru nemohou prvky (nebo jejich zkoumané vlastnosti) opakovat, jedná se o výběr *bez opakování*. V opačném případě se jedná o výběr *s opakováním*.

Nejprve zmíníme tři jednoduché a jeden komplikovanější početní postup pro určení počtu výběrů jistého typu.

Kombinatorické pravidlo součtu

Nejprve uvedeme následující jednoduché pozorování.

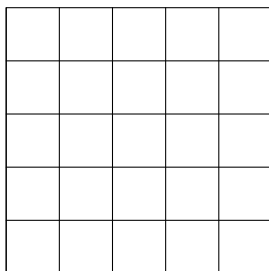
Lemma 0.2. *Jestliže A_1, A_2, \dots, A_n je rozklad konečné množiny A , pak počet prvků množiny A je dán součtem počtu prvků v jednotlivých třídách rozkladu A_1, A_2, \dots, A_n , tj.*

$$|A| = |\cup_{i=1}^n A_i| = \sum_{i=1}^n |A_i|.$$

Snadno si rozmyslíme, že každý prvek konečné množiny A je vždy do celkového počtu započítán právě jednou a tvrzení proto platí.

Pravidlo součtu *Jestliže existuje n_1 výběrů daného typu provedených jedním způsobem a n_2 výběrů provedených druhým způsobem, přičemž žádný z výběrů nelze provést oběma způsoby, pak existuje právě $n_1 + n_2$ různých výběrů daného typu.*

Příklad 0.6. Kolik různých čtverců najdeme ve čtvercové mřížce na Obrázku 0.14.?



Obrázek 0.14.: Čtvercová mřížka.

Mřížka vznikne nakreslením šesti vodorovných a šesti svislých úseček. Čtverce rozdělíme do několika skupin podle délky stran. Skupina A_1 obsahuje čtverce o straně 1. Ihned je zřejmé, že $|A_1| = 25$. Čtverce o straně 2 mohou mít levý horní roh jen na prvních čtyřech úsečkách (počítáno jak zleva, tak shora). Proto $|A_2| = 16$. Podobně určíme $|A_3| = 9$, $|A_4| = 4$ a $|A_5| = 1$. Protože každý čtverec v mřížce spadá do právě jedné množiny A_1, A_2, \dots, A_5 , tak celkový počet čtverců je

$$\sum_{i=1}^5 |A_i| = 1 + 4 + 9 + 16 + 25 = 55.$$

✓

Kombinatorické pravidlo součinu

Zatímco kombinatorické pravidlo součtu využíváme při počítání možností, které nemohou nastat současně, tak kombinatorické pravidlo součinu využijeme pro počítání výběrů, které sestávají z několika nezávislých podvýběrů.

² Odhaduje se, že v jedné tuně je asi 35 miliard zrněk rýže. Budeme-li postupovat podle naznačeného schématu, pak bychom na šachovnici potřebovali více než 500 miliard tun zrněk rýže, což mnohonásobně překračuje celosvětovou roční produkci rýže.

Lemma 0.3. *Jestliže A_1, A_2, \dots, A_n jsou konečné množiny, tak počet prvků jejich kartézského součinu $A_1 \times A_2 \times \dots \times A_n$ je dán součinem počtu prvků v jednotlivých množinách A_1, A_2, \dots, A_n , tj.*

$$|A_1 \times A_2 \times \dots \times A_n| = \prod_{i=1}^n |A_i|.$$

Prvky kartézského součinu si můžeme představit jako body v *konečném* n -rozměrném prostoru. Souřadnice každého bodu je tvořena uspořádanou n -ticí prvků jednotlivých množin.

Pravidlo součinu *Mějme výběr, který sestává ze dvou podvýběrů (částí). Jestliže první podvýběr můžeme provést n_1 způsoby a druhý podvýběr n_2 způsoby, přičemž počet způsobů jednoho podvýběru nezávisí na konkrétní volbě (výsledku) druhého podvýběru, tak existuje právě $n_1 \cdot n_2$ různých výběrů daného typu.*

Kombinatorické pravidlo součinu se někdy nazývá také *princip nezávislých výběrů*. Zdůrazňuje se tak, že počet možností každého podvýběru nezávisí na tom, která možnost byla vybrána v druhém podvýběru.

Příklad 0.7. *Klasické domino obsahuje 28 dílků s počty ok 0 až 6. Kolik je takových dvojic dominových kostek, které můžeme přiložit k sobě (na každé kostce najdeme políčko se stejným počtem ok)?*

Rozlišíme dva disjunktní případy.

- (i) Jedna z kostek obsahuje dvakrát stejný počet ok, kostka $\{i, i\}$, potom druhá kostka obsahuje jedno políčko s i oky a druhé políčko s jiným počtem ok j . Kostku $\{i, i\}$ můžeme vybrat ze sedmi možností a druhou kostku $\{i, j\}$ pak vybereme vždy z šesti možných. S využitím kombinatorického pravidla součinu dostaneme, že takových dvojic kostek existuje $7 \cdot 6 = 42$.
- (ii) Každá kostka obsahuje dva různé počty. Společná hodnota počtu ok i může být libovolná ze sedmi možných. Na každé kostce se pak vyskytuje ještě jiný počet ok: na první hodnota j a na druhé hodnota k . Zatímco j vybíráme z šesti možností, tak k už jen z pěti možností. Jestliže nyní počet dvojic kostek vypočítáme podle kombinatorického pravidla součinu jako $7 \cdot 6 \cdot 5 = 210$, tak každou dvojici kostek započítáme dvakrát. Protože nezávisí na pořadí výběru kostek (která je první a která druhá), je hledaný počet dvojic kostek poloviční, tedy 105.

Celkem máme, s využitím kombinatorického pravidla součtu, $42 + 105 = 147$ dvojic kostek, neboť každá dvojice kostek s jedním společným počtem ok odpovídá právě jednomu z uvedených případů. ✓

Příklad 0.8. Postupka

Házíme třikrát kostkou. Kolik existuje takových možností, kdy v každém dalším hodu padají větší čísla než v předchozím?

Všimněte si, že při řešení nemůžeme použít kombinatorické pravidlo součinu bez rozmyslu. Jestliže v prvním hodu padle číslo 1, tak v druhém hodu máme čtyři (proč ne pět?) možné hody, které odpovídají zadání. Pokud ale v prvním hodu padle číslo 4, tak v druhém hodu máme jen jedinou možnost, pro druhý i třetí hod. Počet možností n_2 druhého podvýběru *závisí* na výsledku prvního výběru. Řešení příkladu si ukážeme později v této kapitole. ✓

Dirichletův princip

Při důkazech počítáním možností se často s výhodou využije následující tvrzení.

Dirichletův princip *Jestliže alespoň $nk + 1$ předmětů je rozděleno do k přihrádek, pak v některé přihrádce je alespoň $n + 1$ předmětů.*

Důkaz je ponechán jako Cvičení 0.5.2.

Sestavování posloupností – variace

Pomocí kombinatorických pravidel součtu a součinu můžeme odvodit vztahy pro všechny klasické výběry jako permutace, kombinace i variace s opakováním i bez opakování. V tomto textu jen připomeneme vztahy pro počty příslušných výběrů, jejich odvození najde čtenář například v [HKS], [MN] nebo [T].

Každou k -prvkovou posloupnost sestavenou z prvků nějaké n -prvkové množiny nazýváme *k -prvkovou variací s opakováním z prvků n -prvkové množiny*. Jejich počet $V^*(n, k)$ je dán vztahem

$$V^*(n, k) = n^k.$$

Jestliže nedovolíme, aby se prvky v posloupnosti opakovaly, hovoříme o *k-prvkové variaci (bez opakování)* z prvků *n-prvkové množiny*. Jejich počet $V(n, k)$ je dán vztahem

$$V(n, k) = \frac{n!}{(n-k)!}.$$

Oba vztahy snadno odvodíme užitím kombinatorického pravidla součinu.

Příklad 0.9. Kolik různých značek Morseovy abecedy je možné vytvořit, jestliže tečky a čárky sestavujeme do skupin o jednom až čtyřech znacích?

S využitím kombinatorického pravidla součtu si úlohu rozdělíme na čtyři části pro skupiny N_1, N_2, N_3, N_4 s jedním, dvěma, třemi a čtyřmi znaky. Při sestavování znaků skupiny N_i vybíráme i -krát vždy ze dvou možností (tečka a čárka) s možností opakování. Proto $|N_i|$ je rovna počtu i -prvkových variací s opakováním ze dvou prvků. Platí $|N_i| = V^*(2, i) = 2^i$. Celkem dostaneme hledaný počet znaků

$$\sum_{i=1}^4 |N_i| = \sum_{i=1}^4 2^i = 2 + 4 + 8 + 16 = 30,$$

proto může existovat nejvýše 30 symbolů Morseovy abecedy dlouhých nejvýše čtyři znaky. ✓

Sestavování podmnožin – kombinace

Každou k -prvkovou podmnožinu nějaké n -prvkové množiny nazýváme *k-prvkovou kombinací z prvků n-prvkové množiny*. Jejich počet $C(n, k)$ je dán vztahem

$$C(n, k) = \binom{n}{k} = \frac{n!}{k!(n-k)!}.$$

Pokud ve výběru k prvků dané n -prvkové množiny dovolíme opakování vybraných prvků, hovoříme o *k-prvkové kombinaci s opakováním z prvků n-prvkové množiny*. Počet takových výběrů $C^*(n, k)$ je dán vztahem

$$C^*(n, k) = \binom{k+n-1}{n-1} = \frac{(k+n-1)!}{k!(n-1)!}.$$

Všimněte si, že takový výběr *není* ani posloupností (neboť pořadí vybraných prvků nehraje roli), ani podmnožinou dané n -prvkové množiny, neboť se prvky výběru mohou opakovat. Jedná se o počet různých k -prvkových multimnožin sestavených z prvků nějaké n -prvkové množiny. Alternativně bychom takový výběr mohli popsat jako počet všech zobrazení nějaké k -prvkové množiny A do n -prvkové množiny B , přičemž nerozlišujeme taková zobrazení, která se liší záměnou (permutací) prvků množiny A .

Příklad 0.10. Postupka (podruhé)

Házíme třikrát kostkou. Kolik existuje takových možností, kdy v každém dalším hodu padají větší čísla než v předchozím?

Všimneme si, že každá přípustná trojice hodů obsahuje tři různá čísla, přičemž pořadí čísel během tří hodů je jednoznačně určeno. Počet takových trojic proto přesně odpovídá výběru tříprvkové podmnožiny z šestiprvkové množiny výsledků. Jedná se o kombinace $C(6, 3) = \binom{6}{3} = 20$. ✓

Příklad 0.11. Kolika způsoby, je možné napsat k jako součet n sčítanců? Předpokládáme, že rozlišujeme pořadí sčítanců.

Hledáme počet takových řešení rovnice

$$k = x_1 + x_2 + \dots + x_n,$$

kde hodnoty proměnných x_1, x_2, \dots, x_n jsou nezáporná celá čísla. Představíme si číslo k jako součet k jedniček. Nyní rozdělíme těchto k jedniček do n skupin tak, že mezi ně (případně před či za jedničky) přidáme $n-1$ symbolů „+“ a dostaneme vždy jiný součet čísla k pomocí n sčítanců. Jedná se tedy o výběr $n-1$ symbolů „+“ v řadě s celkem $k+n-1$ symboly (k jedniček a $n-1$ symbolů „+“). Hledaný počet řešení rovnice určíme jako kombinace $(n-1)$ -prvkové kombinace z $k+n-1$ prvků.

$$C(k+n-1, n-1) = \binom{n+k-1}{n-1} = \binom{n+k-1}{k}$$

Jiné řešení:

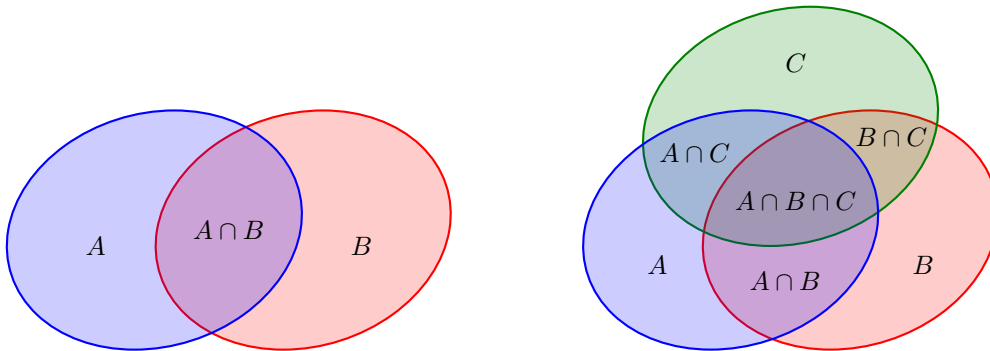
Opět si představíme číslo k jako součet k jedniček. Každé jedničce přiřadíme jednu z n přihrádek (sčítanců x_1, x_2, \dots, x_n). Jedná se o neuspořádaný výběr některého z n indexů s možností opakování. Proto je počet řešení rovnice roven počtu k -prvkových kombinací z n prvků s možností opakování.

$$C^*(n, k) = \binom{n+k-1}{n-1} = \binom{n+k-1}{k}$$

✓

Princip inkluze a exkluze

Při hledání počtu výběrů, které lze rozdělit do několika disjunktních podvýběrů, můžeme použít kombinatorické pravidlo součtu. Avšak v případech, kdy složený výběr není rozdělen na disjunktní podvýběry, kombinatorické pravidlo součtu použít nelze, neboť bychom některé výběry započítali vícekrát. Pro dva nebo tři podvýběry s neprázdnými průniky není těžké dopočítat se správného počtu výběrů pečlivým rozbořem (přičtením a odečtením) jednotlivých možností (Obrázek 0.15.). Pro komplikovanější systémy výběrů však raději použijeme obecnější početní postup – princip inkluze a exkluze. Princip ukazuje, jak v obecném výběru započítat každý z podvýběrů právě jednou, tj. vyloučit duplicity, které vzniknou z neprázdných průniků jednotlivých podvýběrů.



Obrázek 0.15.: Počet prvků sjednocení množin je $|A \cup B| = |A| + |B| - |A \cap B|$, respektive $|A \cup B \cup C| = |A| + |B| + |C| - |A \cap B| - |B \cap C| - |A \cap C| + |A \cap B \cap C|$.

Pro počet prvků ve sjednocení (konečného) systému (konečných) množin A_1, A_2, \dots, A_n jistě platí

$$\left| \bigcup_{j=1}^n A_j \right| \leq \sum_{j=1}^n |A_j|,$$

přičemž rovnost nastane pouze v případě, kdy jsou každé dvě různé množiny disjunktní. Zavedeme-li přirozenou konvenci, že $\bigcup_{i=1}^1 A_i = A_1$, je počet prvků obecného systému množin popsán v následujícím lemmatu.

Lemma 0.4. Princip inkluze a exkluze

Počet prvků ve sjednocení systému množin A_1, A_2, \dots, A_n je

$$\left| \bigcup_{j=1}^n A_j \right| = \sum_{\substack{I \subseteq \{1, 2, \dots, n\} \\ I \neq \emptyset}} (-1)^{|I|-1} \left| \bigcap_{i \in I} A_i \right|. \quad (1)$$

Jestliže každá množina A_i má stejný počet prvků a také každý průnik k různých množin má stejný počet prvků, je počet prvků ve sjednocení systému množin A_1, A_2, \dots, A_n určen jednodušším vztahem

$$\left| \bigcup_{j=1}^n A_j \right| = \sum_{i=1}^n (-1)^{i-1} \binom{n}{i} \left| \bigcap_{j=1}^i A_j \right|. \quad (2)$$

Otázky:

- Kolik sčítanců má suma ve vztahu (1) a kolik ve vztahu (2)?
- Jak se změní vztahy (1) a (2), pokud jsou všechny množiny A_1, A_2, \dots, A_n navzájem disjunktí?

Příklad 0.12. Máme čísla $1, 2, \dots, 1000$. Kolik čísel zůstane po vyškrtání všech násobků $2, 3, 5, 7$?

Symbolem A_i označíme množinu všech násobků čísla i mezi 1 a 1000. Vyškrtná čísla pak leží ve sjednocení množin $A_2 \cup A_3 \cup A_5 \cup A_7$. Podle principu inkluze a exkluze určíme jejich počet

$$\begin{aligned} |A_2 \cup A_3 \cup A_5 \cup A_7| &= |A_2| + |A_3| + |A_5| + |A_7| - \\ &\quad - |A_2 \cap A_3| - |A_2 \cap A_5| - |A_2 \cap A_7| - |A_3 \cap A_5| - |A_3 \cap A_7| - |A_5 \cap A_7| + \\ &\quad + |A_2 \cap A_3 \cap A_5| + |A_2 \cap A_3 \cap A_7| + |A_2 \cap A_5 \cap A_7| + |A_3 \cap A_5 \cap A_7| - \\ &\quad - |A_2 \cap A_3 \cap A_5 \cap A_7|. \end{aligned}$$

Všimneme-li si, že $A_i \cap A_j = A_{ij}$ (index ij chápeme jako součin $i \cdot j$), pak snadno určíme velikosti jednotlivých průniků.

- Násobků dvojky je $|A_2| = \frac{1000}{2} = 500$.
- Násobků trojky je $|A_3| = \lfloor \frac{1000}{3} \rfloor = 333$.
- Násobků pětky je $|A_5| = \frac{1000}{5} = 200$.
- Násobků sedmičky je $|A_7| = \lfloor \frac{1000}{7} \rfloor = 142$.
- Násobků $2 \cdot 3 = 6$ je $|A_6| = \lfloor \frac{1000}{6} \rfloor = 166$.
- Násobků $2 \cdot 5 = 10$ je $|A_{10}| = \frac{1000}{10} = 100$.
- Násobků $2 \cdot 7 = 14$ je $|A_{14}| = \lfloor \frac{1000}{14} \rfloor = 71$.
- Násobků $3 \cdot 5 = 15$ je $|A_{15}| = \lfloor \frac{1000}{15} \rfloor = 66$.
- Násobků $3 \cdot 7 = 21$ je $|A_{21}| = \lfloor \frac{1000}{21} \rfloor = 47$.
- Násobků $5 \cdot 7 = 35$ je $|A_{35}| = \lfloor \frac{1000}{35} \rfloor = 28$.
- Násobků $2 \cdot 3 \cdot 5 = 30$ je $|A_{30}| = \frac{1000}{30} = 33$.
- Násobků $2 \cdot 3 \cdot 7 = 42$ je $|A_{42}| = \lfloor \frac{1000}{42} \rfloor = 23$.
- Násobků $2 \cdot 5 \cdot 7 = 70$ je $|A_{70}| = \lfloor \frac{1000}{70} \rfloor = 14$.
- Násobků $3 \cdot 5 \cdot 7 = 105$ je $|A_{105}| = \lfloor \frac{1000}{105} \rfloor = 9$.
- Násobků $2 \cdot 3 \cdot 5 \cdot 7 = 210$ je $|A_{210}| = \lfloor \frac{1000}{210} \rfloor = 4$.

Při určení velikostí množin jsme využili, že se jedná o množinu po sobě jdoucích čísel začínajících číslem 1. Odečtením počtu vyškrtnutých čísel od počtu všech daných čísel, dostaneme (s využitím principu inkluze a exkluze)

$$1000 - |A_2 \cup A_3 \cup A_5 \cup A_7| = 1000 - 500 - 333 - 200 - 142 + 166 + 100 + 71 + 66 + 47 + 28 - 33 - 23 - 14 - 9 + 4 = 228,$$

což je hledaný počet čísel, která zůstanou po vyškrtání násobků $2, 3, 5, 7$. ✓

Příklad 0.13. Kolik existuje surjektivních zobrazení k -prvkové množiny do n -prvkové množiny.

Počet všech zobrazení k -prvkové množiny do n -prvkové množiny se rovná počtu všech uspořádaných výběrů k prvků z n možných obrazů, tj. jejich počet je $V^*(n, k) = n^k$. Avšak ne každé uvedené zobrazení pro $n > 1$ je surjektivní.

Bez újmy na obecnosti mějme $K = \{1, 2, \dots, k\}$ a $N = \{1, 2, \dots, n\}$ (můžeme je chápat jako množiny indexů prvků libovolných dvou neprázdných konečných množin). Pro $i = 1, 2, \dots, n$ označíme A_i množinu všech zobrazení $K \rightarrow N$ takových, že prvek $i \in N$ není obrazem žádného prvku. Je zřejmé, že všechna zobrazení $K \rightarrow N$, která nejsou surjektivní, patří do sjednocení $A_1 \cup A_2 \cup \dots \cup A_n$. Počet takových zobrazení určíme pomocí principu a inkluze užitím vztahu (2), neboť velikost průniku několika vybraných množin $A_{j_1} \cap A_{j_2} \cap \dots \cap A_{j_i}$ (přičemž $j_1, j_2, \dots, j_i \in \{1, 2, \dots, n\}$) nezávisí na výběru konkrétních množin, jen na jejich počtu. Platí

$$|A_{j_1} \cap A_{j_2} \cap \dots \cap A_{j_i}| = (n - i)^k,$$

protože vztah udává počet zobrazení množiny K do nějaké $(n - i)$ -prvkové množiny. Dle vztahu (2) pak ihned dostaneme

$$|A_1 \cup A_2 \cup \dots \cup A_n| = \sum_{i=1}^n (-1)^{i-1} \binom{n}{i} \left| \bigcap_{j=1}^i A_j \right| = \sum_{i=1}^n (-1)^{i-1} \binom{n}{i} (n - i)^k.$$

Odečteme-li nyní od počtu všech zobrazení $K \rightarrow N$ počet všech zobrazení, která nejsou surjektivní, dostaneme hledaný počet surjekcí

$$n^k - |A_1 \cup A_2 \cup \dots \cup A_n| = n^k - \sum_{i=1}^n (-1)^{i-1} \binom{n}{i} (n-i)^k = \sum_{i=0}^n (-1)^i \binom{n}{i} (n-i)^k.$$

Poslední sčítanec sumy je vždy nulový (odpovídá počtu zobrazení neprázdné množiny do prázdné množiny). Je zajímavé si uvědomit, že vztah platí i pro $n > k$ a dává správný číselný výsledek 0 (Cvičení 0.5.5.). ✓

Cvičení

0.5.1. Dokažte, že pro libovolné množiny A, B a $n \in \mathbb{N}$ platí a) $|A \times B| = |A| \cdot |B|$; b) $|A^n| = |A|^n$.

0.5.2. Dokažte Dirichletův princip.

0.5.3. Máme k dispozici neomezené množství neobarvených krychliček a šest různých barev. Mac Mahonovy kostky je sada všech různých krychliček, z nichž každá má stěny obarvené šesti různými barvami. Dvě kostky považujeme za shodné, pokud jednu můžeme dostat z druhé vhodným otočením. Kolik existuje různých Mac Mahonových kostek?

0.5.4. Házíme třikrát kostkou. Kolik existuje takových možností, kdy v každém dalším hodu nepadají menší čísla než v předchozím?

0.5.5. Vysvětlete, proč vztah $\sum_{i=0}^n (-1)^i \binom{n}{i} (n-i)^k$ pro počet surjekcí z k -prvkové množiny do n -prvkové množiny dává pro $n > k$ číselně správný výsledek 0.

0.5.6. Mějme obdélníkovou síť $m \times n$ čtverečků (podobně jako v Příkladu 0.6.). Kolik různých a) čtverců, b) obdélníků v síti najdeme?

0.6. Důkazové techniky

Matematika, ale i jiné moderní vědní disciplíny se vyznačují svou exaktností. Rozumíme tím schopnost odvodit či doložit pravdivost předkládaných tvrzení, tj. zdůvodnit, proč jisté předpoklady garantují splnění nějakého tvrzení. V moderní matematice je pojem matematického důkazu pečlivě formalizován.

V matematické logice podléhá formulace tvrzení i důkazů přísným pravidlům, včetně použité abecedy, syntaxe, tzv. primitivních pojmů, axiomů a logických kroků. Při formulaci tvrzení a jejich dokazování v matematice zpravidla vystačíme s běžným jazykem. Někdy se tak dopouštíme jistých nepřesností, zejména s víceznačností některých formulací. V tomto textu se snažíme o pečlivé formulace, využíváme ustálené slovní obraty a formulace tak, aby text byl korektní a současně srozumitelný.

Historický vývoj důkazu sahá hluboko do minulosti. K nejznámějším historicky doloženým důkazům patří různé převážně grafické důkazy Pythagorovy věty. Zatímco tvrzení samotné najdeme na Babylonské tabulce z doby cca. 1900–1600 př.n.l., nebo na „Rhindově Papyru“ z Egypta 1788–1580 př.n.l., tak důkaz je přisuzován tzv. Pythagorejské škole (560–480 př.n.l.) a nezávisle také v Číně cca. 500–200 před n.l.

V moderní matematice je matematický důkaz chápán jako posloupnost elementárních ověřitelných kroků vedoucích od známých nebo předpokládaných tvrzení k novému dokazovanému tvrzení. Systém axiomů se liší dle použité teorie. Zatímco v geometrii se jedná zpravidla o pět Euklidových axiomů, tak v diskrétní matematice (i teorii grafů) se jedná o tzv. Peanovy axiomy. Protože řada myšlenek zasahuje i do dalších matematických disciplin, pracujeme s pojmy a tvrzeními spadajícími například do teorie množin nebo aritmetiky.

V dalším textu připomeneme hlavní myšlenku matematického důkazu i nejběžnější důkazové techniky.

Výrok a výroková forma

Výrokem je takové tvrzení, kterému má smysl přiřadit pravdivostní hodnotu pravda („true“ či 1) nebo nepravda („false“ či 0). Z jednoduchých výroků můžeme sestavovat složené výroky pomocí logických spojek. Mezi nejčastější logické spojky patří *konjunkce* „a současně“, *disjunkce* „nebo“ a unární logický operátor *negace* „není pravda že“. V tomto textu konjunkci značíme „ \wedge “, disjunkci „ \vee “ a negaci „ \neg “.

Další často používanou spojkou je *implikace*, která se používá jednak při formulaci tvrzení vět, kdy tvrzení věty je splněno jen za určitých předpokladů, tak při odvozování a sestavování důkazů tvrzení. V tomto textu implikaci značíme „ \Rightarrow “ a ekvivalenci „ \Leftrightarrow “. *Ekvivalence* nám umožní sestavit složený výrok, který říká, že oba výroky mají stejnou pravdivostní hodnotu. Tvrzení ve tvaru ekvivalence mají často hluboký význam, neboť ukazují, jak jeden problém formulovat či dokonce řešit v kontextu jiné úlohy a naopak.

Výroková forma je tvrzení, které obsahuje jakousi výrokovou proměnnou. Výroková forma není výrokiem sama o sobě, výrok dostaneme například dosazením konkrétní hodnoty za výrokovou proměnnou. V běžné řeči rozdíl mezi výrokiem a výrokovou formou snadno přehlédneme, což bývá zdrojem chyb a zdánlivých paradoxů. Například často uváděný příklad „dnes je pěkně“ není výrokiem, neboť pravdivost tvrzení závisí na konkrétním datu nebo místě, kde jeho platnost posuzujeme. Tato výroková forma vyslovená v určité chvíli může mít jinou pravdivostní hodnotu na různých místech. Napsané tvrzení snadno změní pravdivostní hodnotu podle toho, kdy výrok čteme.

Takovým nepřesně vyjádřeným tvrzením se v matematice snažíme vyhnout pečlivou formulací. Míra podrobnosti formulace závisí na kontextu a očekávaném čtenáři.

Ukažme si rozdíl výroku a výrokové formy na dalším příkladu. Bez dalšího kontextu je

$$x \geq 0$$

výrokovou formou. Nemá smysl rozhodovat o pravdivosti nebo nepravdivosti tvrzení, že x je nezáporné číslo. Často se však zápis $x \geq 0$ objeví na konci výpočetního postupu. Pak chápeme zápis $x \geq 0$ jako součást složeného výroku „jestliže reálné číslo x je řešení nerovnice, tak $x \geq 0$ “, případně „řešením nerovnice jsou všechna reálná čísla, pro která platí $x \geq 0$ “. Zatímco bez kontextu se o výrok nejedná, tak po zasazení do obvyklého, byť nevysloveného kontextu se o výrok jedná.

Kvantifikátory

Z výrokové formy může získat výrok, aniž bychom dosazovali konkrétní hodnotu výrokové proměnné, a sice použitím kvantifikátoru. *Kvantifikátor* je proto důležitý nástroj, pomocí kterého lze sestavit výroky, které zpravidla mají významnou vypovídací hodnotou. Nejběžnější kvantifikátory jsou univerzální (všeobecný) kvantifikátor a existenční kvantifikátor.

Univerzální kvantifikátor „pro každý prvek x dané množiny M “ značíme $\forall x \in M$. Symbol pochází z prvního písmene anglického slova „all“. Použitím univerzálního kvantifikátoru říkáme, že z výrokové formy dostaneme pravdivý výrok bez ohledu na to, který prvek množiny M zvolíme a do výrokové formy dosadíme. Takový výrok zpravidla říká, že máme množinu řešení nějaké úlohy.

Existenční kvantifikátor čteme „existuje prvek x dané množiny M “ a značíme $\exists x \in M$. Symbol pochází z prvního písmene anglického slova „exist“. Použitím existenčního kvantifikátoru říkáme, že v dané množině existuje alespoň jeden prvek (jeden nebo více prvků), jehož dosazením dostane z výrokové formy pravdivý výrok. Výrok s použitím existenčního kvantifikátoru zpravidla říká, že nějaká úloha má řešení.

Někdy se používá ještě kvantifikátor jednoznačné existence „existuje právě jeden prvek x dané množiny M “, značíme jej $\exists! x \in M$. Použitím kvantifikátoru jednoznačné existence říkáme, že v dané množině existuje jediný prvek, jehož dosazením dostane z výrokové formy pravdivý výrok. Takový výrok zpravidla říká, že nějaká úloha má řešení a toto řešení je určeno jednoznačně.

Ještě připomeneme, že negací výroku s existenčním kvantifikátorem je výrok se všeobecným (v jistém smyslu opačným) kvantifikátorem a negací výrokové formy. Jestliže $P(x)$ je výroková forma, tak negace kvantifikovaných výroků můžeme obecně zapsat:

$$\begin{aligned}\neg(\forall x \in m : P(x)) &= \exists x \in M : \neg P(x) \\ \neg(\exists x \in m : P(x)) &= \forall x \in M : \neg P(x).\end{aligned}$$

Abychom mohli popsat nejběžnější důkazové techniky, podívejme se nejprve na obvyklou strukturu dokazovaných tvrzení.

Struktura tvrzení

Matematická tvrzení mají zpravidla tvar implikace $P \Rightarrow T$, kde P je *předpoklad* a T je samotné *tvrzení*. Předpokladu říkáme také *postačující podmínka* implikace a tvrzení je *nutná podmínka* implikace.

Předpoklad může být i nevyslovený, jestliže vyplývá z kontextu. Při sestavování důkazu však s předpokladem zpravidla pracujeme a musíme z kontextu poznat, jaký předpoklad je. Říká-li věta například „Každý pravidelný graf sudého stupně s alespoň jednou hranou má 2-faktor“, tak tvrzení můžeme přirozeně přeformulovat do tvaru implikace „Jestliže G je pravidelný graf sudého stupně, který má alespoň jednu hranu, potom graf G má 2-faktor.“ Předpoklad věty říká, že máme pravidelný graf G sudého stupně, který má alespoň jednu hranu. Tvrzení věty říká, že graf G má 2-faktor. Jestliže věta platí, tak existence 2-faktoru nutně vyplývá ze splnění předpokladu. Naopak, aby platilo tvrzení, stačí aby byl splněn předpoklad.

Většinu důležitých tvrzení formulujeme jako věty. Důsledek věty je takové tvrzení, které snadno vyplyne z již dokázané věty. Důkaz důsledku bývá zpravidla krátký, stačí jeden nebo dva kroky a z tvrzení věty

odvodíme tvrzení důsledku. Lemma je pomocné tvrzení, které někdy není zajímavé samo o sobě, ale popisuje nějaký obrat nebo vlastnost, která usnadní konstrukci či důkaz jiné věty.

Ne každé tvrzení však umíme dokázat. Tvrzení, o kterém máme důvod předpokládat, že je pravdivé, ale není znám jeho důkaz, se nazývá *hypotéza*. Jakmile se tvrzení podaří dokázat, stane se z hypotézy věta. Bohužel nemůžeme čekat, že všechna tvrzení se podaří dokázat. Kurt Gödel v roce 1931 ukázal, že axiomatická výstavba teorie má své limity. V každé dostatečně bohaté teorii je možné formulovat tvrzení, tzv. „nerozhodnutelná tvrzení“, která v rámci teorie není možné dokázat, ani vyvrátit.

Struktura důkazu

Důkaz tvrzení je posloupnost kroků, které na sebe logicky navazují, každý krok vyplývá z předchozích kroků dle pravidel odvozování. Posloupnost kroků obvykle vychází z předpokladu tvrzení, využívá již dokázaná tvrzení a axiomy dané teorie, a postupně odvodí dokazované tvrzení. Sestavení důkazu je tvořivá činnost, autor musí správnou posloupnost kroků objevit. Naproti tomu verifikace důkazu je jednodušší, spočívá v ověření všech jednotlivých kroků důkazu.

Některé typy důkazů mají jistou ustálenou strukturu, která nalezení celého postupu usnadňuje. Typickým příkladem je důkaz matematickou indukcí. Elegantní důkazy naopak využívají nějaký překvapivý obrat nebo pozorování, které usnadní náročný krok důkazu a které přináší radost a pozitivní prožitek i čtenáři. Matematik Paul Erdős o obzvláště elegantních důkazech říkal, že pochází z *Knihy* (anglicky „The Book“), bájně příručky, která obsahuje ty nejelegantnější důkazy všech možných tvrzení. V roce 2003 vyšla kniha „Proofs from THE BOOK“, ve které editoři shromáždili 32 důkazů, které jsou často vnímány jako mimořádně pěkné.

V dalších odstavcích připomeneme několik nejčastějších důkazových technik.

Přímý důkaz

Přímý důkaz je nejjednodušší důkazová technika. Jestliže tvrzení ve tvaru implikace $P \Rightarrow T$ dokazujeme přímo, tak vyjdeme z předpokladu P a za použití pravidel odvozování, axiomů a dříve dokázaných tvrzení odvodíme tvrzení věty T .

Příklad 0.14. Ukážeme, že druhá mocnina lichého celého čísla je liché číslo.

Mějme liché celé číslo n , tj. $n = 2t + 1$ pro nějaké $t \in \mathbb{Z}$. Druhá mocnina čísla n je $n^2 = (2t + 1)^2 = 4t^2 + 2t + 1 = 2(2t^2 + t) + 1$. Protože číslo $2t^2 + t$ je jisté celé číslo a $2(2t^2 + t)$ je jisté sudé číslo, tak $2(2t^2 + t) + 1$ je liché celé číslo. ✓

Příklad 0.15. Ukážeme, že rovnice $x^2 + 4x + 6 = 0$ nemá řešení v množině reálných čísel.

Kvadratický trojčlen upravíme na čtverec. Dostaneme $x^2 + 4x + 5 = x^2 + 4x + 4 + 1 = (x + 2)^2 + 1$. První sčítanec $(x + 2)^2$ je jisté nezáporný a druhý sčítanec je kladný. Proto $x^2 + 4x + 6 > 0$ a rovnice nemá řešení v množině reálných čísel. ✓

Nepřímý důkaz

Nepřímý důkaz tvrzení ve tvaru implikace $P \Rightarrow T$ využívá faktu, že *obměna* $\neg T \Rightarrow \neg P$ má stejnou vždy pravdivostní hodnotu, jako původní implikace $P \Rightarrow T$. Tabulka 0.1. porovnává pravdivostní hodnoty obou složených výroků $P \Rightarrow T$ i $\neg T \Rightarrow \neg P$.

P	T	$P \Rightarrow T$	$\neg T \Rightarrow \neg P$
0	0	1	1
0	1	1	1
1	0	0	0
1	1	1	1

Tabulka 0.1.: Tabulka pravdivostních hodnot implikace a obměny implikace.

Někdy může být jednodušší místo implikace $P \Rightarrow T$ dokazovat její obměnu $\neg T \Rightarrow \neg P$.

Příklad 0.16. Jestliže součin dvou celých čísel ab je sudý, tak alespoň jedno z čísel a, b je sudé.

Postupuje nepřímo, tj. dokážeme obměnu implikace: jestliže jsou celá čísla a, b lichá, tak jejich součin ab je lichý. Všimněte si, že místo tří možných případů parity čísel a, b tak stačí rozebrat případ jediný.

Protože a je liché číslo, tak existuje celé číslo t takové, že $a = 2t + 1$. Podobně $b = 2s + 1$, kde $s \in \mathbb{Z}$. Potom součin $ab = (2t + 1)(2s + 1) = 4st + 2s + 2t + 1 = 2(2st + s + t) + 1$. Protože $2st + s + t$ je celé číslo, tak $2(2st + s + t)$ je sudé číslo a $2(2st + s + t) + 1$ je liché číslo.

Dokázali jsme obměnu implikace, která platí právě tehdy, když platí původní implikace. Tvrzení je dokázáno. ✓

Důkaz sporem

Dokazujeme-li sporem tvrzení ve tvaru implikace $P \Rightarrow T$, tak ukážeme, že současné splnění předpokladu a neplatnost tvrzení vede ke *sporu*. Sporem rozumíme situaci, kdy odvodíme platnost nějakého tvrzení a současně platnost negace tvrzení: $A \wedge \neg A$. V teorii vybudované z konzistentních axiomů nemáme žádný spor³. Symbolicky můžeme zapsat strukturu důkazu implikace $P \Rightarrow T$ sporem takto:

$$P \wedge \neg T \Rightarrow \dots \Rightarrow A \wedge \neg A. \quad (3)$$

Předpokládáme-li bezespornost teorie, tak v okamžiku, kdy narazíme na spor, můžeme tvrdit, že implikace $P \Rightarrow T$ platí, tj. za předpokladu P platí tvrzení T . Zdůvodnění je následující: Narazíme-li za použití pravidel odvozování v řetězci implikací (3) na spor, tak musí být výchozí krok řetězce implikací neplatný, tj. neplatí konjunkce $P \wedge \neg T$. Konjunkce neplatí, jestliže alespoň jeden z výrazů není pravdivý. Pokud není pravdivý předpoklad P , tak nejsou splněny předpoklady dokazované věty a taková situace není pro důkaz tvrzení relevantní. Jedinou zbývající možností je, že není pravdivá negace tvrzení $\neg T$ a platí $\neg(\neg T)$, tedy platí T . Uvedené zdůvodnění je společné všem důkazům sporem, proto se zpravidla již neuvádí. Zkušený čtenář ví, že dostaneme-li v důkazu sporem dvě navzájem se vylučující tvrzení, dostáváme spor $A \wedge \neg A$. Proto můžeme ihned tvrdit, že za splnění předpokladu P platí tvrzení T . Máme tak dokázanou implikaci $P \Rightarrow T$.

Mezi klasické příklady důkazu sporem patří Euklidův důkaz, že existuje nekonečně mnoho prvočísel.

Příklad 0.17. Ukážeme, že prvočísel je nekonečně mnoho.

Postupujeme sporem. Využijeme základní větu aritmetiky, každé přirozené číslo větší než 1 můžeme napsat jednoznačně jako součin prvočísel. Pro spor předpokládáme, že prvočísel je konečně mnoho, označíme je p_1, p_2, \dots, p_n . Avšak číslo x , kde $x = p_1 \cdot p_2 \cdot \dots \cdot p_n + 1$, není dělitelné ani jedním z prvočísel! Dostáváme spor. Předpoklad, že prvočísel je konečně mnoho, vede ke sporu, proto není pravdivý, tj. prvočísel je nekonečně mnoho. ✓

Jen upozorníme, že na konstrukci důkazu sporem se nemůžeme spolehnout v takové teorii, kde samotné axiomy vedou ke sporu. Proto řada autorů preferuje místo důkazu sporem důkaz přímý, či nepřímý, neboť důkaz sporem využívá bezespornost dané teorie.

Důkaz matematickou indukcí

Matematická indukce je důkazová metoda, která se používá zejména pro důkazy tvrzení ve tvaru

$$\forall n \in M : P(n),$$

kde M je nějaká množina čísel aritmetické posloupnosti. Důkaz matematickou indukcí má vždy dvě principiálně různé části. *Základ indukce* je část, ve které ukážeme platnost tvrzení výrokové formy $P(n)$ pro jednu nejmenší, případně několik nejmenších, hodnot n . Hodnotu označíme n_0 . V *indukčním kroku* pak ukážeme obecný postup, jak platnost výroku $P(n)$ odvodit na základě platnosti výroku $P(k)$ pro hodnoty k menší než n .

Jestliže k je jedna nebo více hodnot bezprostředně menších než n , říkáme, že používáme klasickou indukci. V případě, že potřebujeme využít platnosti pro jednu nebo více hodnot k z intervalu $[n_0, n - 1]$, říkáme, že používáme silnou indukci. Název „silná“ indukce je poněkud zavádějící, protože oba přístupy jsou ekvivalentní co do množiny dokazatelných tvrzení.

Matematická indukce nachází uplatnění při důkazu řady vztahů, rovností, nerovností, relací, ale i algoritmů. Často lze induktivní důkaz nějakého tvrzení implementovat jako rekurzivní algoritmus pro konstruktivní řešení úlohy.

Příklad 0.18. Ukažte že pro každé $n \geq 5$ platí $2^n > n^2$.

Základ indukce: Nejmenší hodnota, pro kterou máme tvrzení dokázat, je $n = 5$. Protože $2^5 = 32 > 25 = 5^2$, tak tvrzení pro $n = 5$ platí. (Všimněte si, že pro menší hodnoty tvrzení platit nemusí: například pro $n = 0$ a $n = 1$ tvrzení sice platí, ale pro $n = 2$, $n = 4$ nastává rovnost a pro $n = 3$ tvrzení také neplatí, neboť $2^3 = 8 < 9 = 3^2$.)

Indukční krok: Předpokládejme, že pro nějakou hodnotu n , kde $n \geq 5$, je nerovnost splněna, tj. platí $2^n > n^2$. Uvědomte si, že zde nepředpokládáme platnost dokazovaného tvrzení, protože tvrzení dokazujeme

³ Z Gödelovy Druhé věty o neúplnosti však vyplývá, že bezespornost dostatečně bohaté teorie, mezi které diskretní matematika patří, bezespornost můžeme pouze předpokládat, nemůžeme ji však dokázat.

pro všechna $n \geq 5$, ale platnost předpokládáme pro nějaké n , což dle základu indukce máme prověřeno. Nyní ukážeme, že nerovnost je splněna i pro následující hodnotu $n + 1$.

$$2^{n+1} = 2 \cdot 2^n$$

S využitím indukčního předpokladu $2^n > n^2$ můžeme pravou stranu upravit

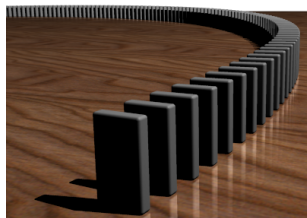
$$\begin{aligned} 2^{n+1} &> 2 \cdot n^2 \\ &= n^2 + n^2 \\ &= n^2 + 2n + (n - 2)n, \end{aligned}$$

a protože pro $n \geq 5$ je $(n - 2)n > 1$, tak můžeme upravit

$$\begin{aligned} 2^{n+1} &> n^2 + 2n + 1 \\ &= (n + 1)^2. \end{aligned}$$

Celkem dostáváme, že $2^{n+1} > (n + 1)^2$ a podle principu matematické indukce je nerovnost $2^n > n^2$ splněna pro všechna $n \geq 5$. ✓

Jak může důkaz dvou kroků zajistit platnost tvrzení pro nekonečně mnoho hodnot? Princip matematické indukce bývá někdy přirovnáván k padající řadě dominových kostek (Obrázek 0.16.). Základ indukce odpovídá prvnímu kroku: shoení první kostky v řadě. To však nestačí! Musí být zajištěno, že každá padající kostka shodí následující kostku, což zajišťuje platnost indukčního kroku. Uvědomte si, jak se oba kroky principiálně liší: zatímco základ indukce řeší jednu konkrétní hodnotu (kostku), případně několik hodnot (kostek), tak indukční krok řeší vztah mezi obecnou n -tou hodnotou (kostkou) a následující, respektive předchozí hodnotou (kostkou).



Obrázek 0.16.: Řada dominových kostek.

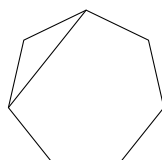
Úplnost důkazu matematickou indukcí, tj. platnost $P(n)$ pro každý prvek množiny M , můžeme opět znázornit padající řadou kostek. Nebude-li shoená první kostka, řada nespadne. Dále, pokud nebude zajištěno, že každá kostka shodí následující kostku, řada kostek také nespadne celá.

V diskrétní matematice a zejména v teorii grafů může mít důkaz matematickou indukcí svou specifickou strukturu. Zatímco v důkazech matematickou indukcí různých algebraických tvrzení hodnotu výrokové proměnné v indukčním kroku zpravidla *zvyšujeme*, z předpokladu platnosti $P(n)$ odvozujeme platnost $P(n + 1)$, tak v teorii grafů často hodnotu výrokové proměnné *nejprve zmenšíme*, prozkoumáme strukturu menšího grafu, a poté hodnotu parametru *opět zvýšíme* a odvodíme platnost $P(n)$ na základě pozorování pro hodnoty k z intervalu $[n_0, n - 1]$. To má dobrý důvod. Zatímco v algebře je zajímavá pouze hodnota indukční proměnné, kterou můžeme zvýšit nebo snížit, tak v teorii grafů je význam hodnoty indukční proměnné vázán na *strukturu* grafu. Potom nemusí být jasné, zda každou větší strukturu můžeme dostat pouhým přidáváním k menší struktuře. Dokonce je řada příkladů, kde to není pravda: například větší cyklus C_{n+1} nedostaneme pouhým přidáním vrcholu a hrany do menšího cyklu C_n . Museli bychom nějakou hranu také odebrat. Můžeme však z cyklu C_n nejprve hranu odebrat, potom zkoumat vlastnosti vzniklého podgrafu P_n , který má sice stejnou množinu vrcholů, ale menší počet hran. Nebo můžeme z cyklu C_n odebrat vrchol (a obě incidentní hrany) a zkoumat vlastnosti vzniklého podgrafu P_{n-1} . Poté vrátíme odebranou hranu resp. odebraný vrchol zpět a odvodíme platnost tvrzení pro cyklus C_n .

Příklad 0.19. Víme, že součet vnitřních úhlů trojúhelníka je π . Mějme konvexní n -úhelník. Indukcí ukážeme, že součet vnitřních úhlů tohoto n -úhelníka je $(n - 2)\pi$.

Základ indukce: Nejmenší hodnota čísla n , pro kterou má smysl sestavit n -úhelník, je $n = 3$. Pro trojúhelník víme, že součet hodnot vnitřních úhlů je π , což odpovídá dokazovanému vztahu $(n - 2)\pi = (3 - 2)\pi = \pi$.

Indukční krok: Mějme nějaký konvexní n -úhelník pro $n > 3$. Dále předpokládejme, pro hodnoty k , kde $3 \leq k < n$, součet vnitřních úhlů n -úhelníka je $(k - 2)\pi$. Nyní určíme součet vnitřních úhlů našeho n -úhelníka. Libovolnou úhlopříčkou rozdělíme n -úhelník na dva menší konvexní mnohoúhelníky. Není těžké si

Obrázek 0.17.: Rozdělení n -úhelníka na trojúhelník a $(n - 1)$ -úhelník.

rozmyslet, že pro konvexní mnohoúhelník se vždy může jednat o jeden trojúhelník a jeden $(n - 1)$ -úhelník (Obrázek 0.17.).

Součet vnitřních úhlů trojúhelníka je π a podle indukčního předpokladu je součet vnitřních úhlů $(n - 1)$ -úhelníka roven $(n - 3)\pi$. Součet vnitřních úhlů daného n -úhelníka je dán součtem vnitřních úhlů trojúhelníka a $(n - 1)$ -úhelníka, což dává $\pi + (n - 3)\pi = (n - 2)\pi$.

Podle principu matematické indukce je proto součet vnitřních úhlů každého konvexního n -úhelníka roven $(n - 2)\pi$. ✓

Příklad 0.20. Ukážeme, že každé poštovné větší nebo rovno 9 Kč může být zapláceno užitím známek v hodnotě 3 Kč a 5 Kč.

Tvrzení ukážeme matematickou indukcí vzhledem k ceně c .

Základ indukce: Nejprve ukážeme, že je možno vyplatit částky

- 9 Kč jako $3 + 3 + 3 = 9$,
- 10 Kč jako $5 + 5 = 10$,
- 11 Kč jako $5 + 3 + 3 = 11$.

Indukční krok: Ukážeme, že když jde zaplatit poštovné v ceně c , tak jde zaplatit také poštovné o hodnotě $c + 3$. Stačí nalepit o jednu tříkorunovou známku navíc.

To podle principu matematické indukce znamená, že pomocí známek v hodnotě 3 a 5 Kč můžeme zaplatit jakékoliv poštovné v hodnotě alespoň 9 Kč.

Všimněte si, že poštovné 8 Kč je také možno zaplatit jako $3 + 5$ Kč. Dokazované tvrzení by mohlo být obecnější. Naproti tomu hodnotu 7 Kč zaplatit není možné. Pokud bychom platili pouze tříkorunovými známkami, 7 Kč nezaplatíme. Pokud platíme alespoň jednou pětikorunovou známkou, tak zaplatíme částku 5 Kč, 8 Kč, nebo částky vyšší, ale 7 Kč zaplatit nelze. ✓

Otázky:

- Vysvětlete rozdíl mezi pojmem indukce a silná matematická indukce.
- Vysvětlete analogii princip matematické indukce na vystoupení na libovolně vysoký žebřík.

O důkazech matematickou indukci napsal David S. Gunderson pěknou knihu „Handbook of Mathematical Induction: Theory and Applications“.

Odkazy:

- https://en.wikipedia.org/wiki/Mathematical_proof
- https://en.wikipedia.org/wiki/Gödel's_incompleteness_theorems
- <https://www.maa.org/press/maa-reviews/handbook-of-mathematical-induction-theory-and-applications>

Cvičení

0.6.1. Dokažte, že číslo $\sqrt{3}$ není racionální.

0.6.2. Ukažte že součet lichého počtu lichých sčítanců je liché číslo.

0.6.3. Mějme přirozené číslo n . Ukažte, že pro číslo $n^4 + 4$ je prvočíslo pouze pro $n = 1$.

0.6.4. Mějme přirozené číslo n . Ukažte, že pokud součet všech kladných dělitelů čísla n je $n + 1$, tak n je prvočíslo.

0.6.5. Ukažte, že $\log_2 3$ je iracionální číslo.

0.6.6. Ukažte, že je-li nějaká operace asociativní pro libovolnou trojici prvků $x, y, z \in A$, tak výsledek operace bude stejný pro libovolné uzávorkování každé posloupnosti prvků $a_1, a_2, \dots, a_k \in A$ (tj. výsledek operace je asociativní pro k prvků).

0.6.7. Ukažte, že žádný polynom $a_n x^n + a_{n-1} x^{n-1} + \dots + a_1 x + a_0$ s celočíselnými koeficienty ($a_i \in \mathbb{Z}$ pro $0 \leq i \leq n$) nemůže mít v přirozených číslech (pro $x \in \mathbb{N}$) pouze prvočíselné funkční hodnoty, jestliže a_0 není prvočíslo ani 1. Platí tvrzení pokud a_0 je prvočíslo? Platí tvrzení pokud a_0 je 1?

0.6.8. Mějme libovolná dvě po sobě následující lichá čísla p a q . Ukažte, že $(p+q) \mid (p^q + q^p)$.

0.7. Co se nevešlo

Následuje několik poznámek, které nespadají do žádné z předchozích podkapitol.

Symboly

Funkce „ $\lfloor x \rfloor$ “ se nazývá *dolní celá část z čísla x* a je definována jako největší celé číslo, které není větší než x . Podobně funkce „ $\lceil x \rceil$ “ se nazývá *horní celá část z čísla x* , definujeme ji jako nejmenší celé číslo, které není menší než x .

Systém (množinu) všech k prvkových podmnožin množiny X budeme značit $\binom{X}{k}$. Často budeme pracovat se systémem $\binom{X}{2}$, tj. systémem všech dvouprvkových podmnožin množiny X . Aby nedošlo k záměně s kombinačními čísly, budeme důsledně horní symbol (množinu) značit velkými písmeny a konstantu u kombinačního čísla malými písmeny. Navíc význam symbolů s kombinačními čísly bude vždy zřejmý z kontextu.

Grupoidy a grupy

V diskrétní matematice často pracujeme i s operacemi na konečných číselných množinách. Korektní vybudování teorie číselných množin spadá do algebry, my zde připomeneme jen několik základních pojmů a faktů, které se nám budou hodit při řešení konkrétních problémů.

Mějme nějakou množinu M . Na straně 12 jsme zavedli pojem *binární operace* na množině M jako zobrazení $M \times M \rightarrow M$. Množinu M spolu s touto operací nazveme *grupoid* (v některých knihách se používá termín *magma*). Značíme ji (M, \otimes) , kde symbolem \otimes chceme zdůraznit, že operace může být libovolná, ne nutně klasické násobení nebo sčítání jaké známe z počítání s přirozenými nebo reálnými čísly. Místo $c = \otimes(a, b)$ obvykle píšeme $a \otimes b = c$. Uzavřenost operace \otimes na množině M vyplývá ihned z definice binární operace, tj. pro libovolné $a, b \in M$ je výsledek operace $a \otimes b \in M$.

Různých operací i na malých konečných množinách existuje mnoho (Cvičení 0.7.1.). Nás však obvykle zajímají jen takové operace na množině M a takové grupoidy (M, \otimes) , které mají některé pěkné vlastnosti. Důležitou a možná nejdůležitější skupinu grupoidů tvoří grupy.

Definice Grupa

Každý grupoid (M, \otimes) , který splňuje následující vlastnosti (*axiomy grupy*) nazýváme *grupa* (M, \otimes) .

1) asociativita

Pro každé tři prvky $a, b, c \in M$ platí $(a \otimes b) \otimes c = a \otimes (b \otimes c)$.

2) existence neutrálního prvku

Existuje takový prvek $e \in M$, že pro každý prvek $a \in M$ platí $e \otimes a = a \otimes e = a$.

3) existence inverzního prvku

Pro každý prvek $a \in M$ existuje takový prvek $b \in M$, že $a \otimes b = b \otimes a = e$, kde $e \in M$ je neutrální prvek grupoidu.

Pokud je z kontextu zřejmé, s jakou operací pracujeme, hovoříme stručně o grupě G .

Všimněte si, že obecně *nevyžadujeme* komutativitu operace \otimes . Dále se dá ukázat, že neutrální prvek e je v každé grupě definovaný jednoznačně, tj. neutrální prvek existuje v grupě právě jeden (Cvičení 0.7.2.). Také inverzní prvek ke každému prvku $a \in M$ je určen jednoznačně, proto má smysl pro inverzní prvek k prvku a používat označení a^{-1} (Cvičení 0.7.3.). A konečně z definice grupy není ani těžké ukázat, že pokud $a \otimes b = e$, tak $b \otimes a = e$, tj. násobení inverzním prvkem v grupě vždy komutuje vzhledem k operaci \otimes . Zájemce o teorii grup odkážeme například na knihu [G].

Cvičení

0.7.1. Kolik existuje různých operací na n -prvkové množině?

0.7.2. Ukažte, že v každé grupě existuje právě jeden neutrální prvek.

0.7.3. Ukažte, že v grupě je inverzní prvek ke každému prvku určen jednoznačně.

0.7.4. Mějme celé číslo a a přirozené číslo b . Ukažte, že platí $\lfloor \frac{a}{b} \rfloor = \lfloor \frac{a+b-1}{b} \rfloor$.

Kapitola 1. Grafy a podgrafy

1.1. Grafy a jednoduché grafy

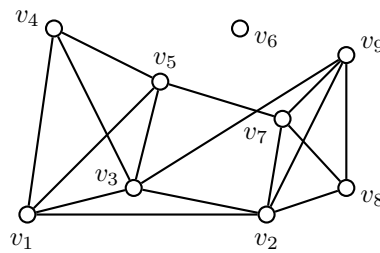
Pojem grafu byl zaveden Leonhardem Eulerem⁴ v roce 1736. Jedná se o model, který reprezentuje objekty a vztahy mezi nimi. Zdůrazněme, že v tomto textu grafem nebude graf funkce, ale následující struktura.

Definice Jednoduchý graf G je uspořádaná dvojice (V, E) , kde V je neprázdná množina vrcholů a E je nějaká množina dvouprvkových podmnožin množiny V . Prvkům E říkáme hrany.

Množinu vrcholů grafu G budeme označovat $V(G)$ a množinu hran $E(G)$. Pokud nebude hrozit mýlka, vystačíme s označením V a E . Jestliže budeme chtít zdůraznit množinu vrcholů resp. hran, označíme graf $G = (V, E)$, v literatuře najdeme také zápis $G(V, E)$. Řád grafu G je počet jeho vrcholů a velikost grafu rozumíme počet jeho hran.

Diagramy

Grafy znázorňujeme pomocí diagramů⁵. Síla teorie grafů spočívá zejména ve stručné a přehledné interpretaci problému, kdy abstrahujeme od nedůležitých symbolů a soustředíme se na strukturu, která je v problému obsažena. V nakreslení grafu (v diagramu) znázorníme vrcholy jako body v rovině a hrany jako křivky, které spojují vždy oba body odpovídající vrcholům jež hranu určují. Rozlišujeme pojmy hrana a nakreslení hrany. V nakreslení grafu prochází každá hrana jen dvěma takovými body, které odpovídají vrcholům a sice dvojici vrcholů, které hranu určují. Je praktické požadovat, aby se dvě různé hrany protínaly nejvýše jedenkrát.



Obrázek 1.1.: Nakreslení grafu G .

Na Obrázku 1.1. je nakreslení grafu $G = (V, E)$ s množinou vrcholů $V = \{v_1, v_2, v_3, v_4, v_5, v_6, v_7, v_8, v_9\}$ a množinou hran $E = \{\{v_1, v_2\}, \{v_1, v_3\}, \{v_1, v_4\}, \{v_1, v_5\}, \{v_2, v_3\}, \{v_2, v_7\}, \{v_2, v_8\}, \{v_2, v_9\}, \{v_3, v_4\}, \{v_3, v_5\}, \{v_3, v_9\}, \{v_4, v_5\}, \{v_5, v_7\}, \{v_7, v_8\}, \{v_7, v_9\}, \{v_8, v_9\}\}$.

Značení a terminologie

Budeme pracovat téměř výhradně s konečnými grafy. V takovém případě má smysl říci, že graf G má $|V|$ vrcholů a $|E|$ hran. Vrcholy u a v jsou koncové vrcholy hrany $\{u, v\}$. Hrany označujeme obvykle písmeny z první poloviny abecedy (e, f, h, \dots) a vrcholy písmeny z konce abecedy u, v, w, \dots, z . Máme-li hranu e s koncovými vrcholy u, v , tak místo $e = \{u, v\}$ používáme kratší zápis $e = uv$ nebo jen hrana uv . Incidence je vztah mezi hranou a jejími koncovými vrcholy. Je-li vrchol v koncovým vrcholem hrany e , můžeme psát $v \in e$ a říkáme, že vrchol v je incidentní s hranou e nebo také že hrana e je incidentní s vrcholem v .

Dva různé vrcholy u, v v grafu jsou sousední neboli závislé, jestliže v grafu existuje hrana uv (jsou koncovými vrcholy téže hrany). V opačném případě se vrcholy nazývají nezávislé nebo nesousední. Množina vrcholů, ve které jsou každé dva vrcholy nezávislé, se nazývá množina nezávislých vrcholů. Modré vrcholy v levém grafu na Obrázku 1.2. jsou závislé a bílé vrcholy tvoří největší nezávislou množinu vrcholů (největší znamená, že žádná nezávislá množina s více prvky v grafu neexistuje). V pravém grafu tvoří modré vrcholy

⁴ Na straně 129 je popsána úloha sedmi mostů města Královce.

⁵ Diagramy odpradáva pomáhalý porozumět popisu.

Na obrázku je fragment textu a diagram z Eukleidových Základů. Jedná se o jeden z nejlépe dochovaných Oxyrhynchských papyrů, jejichž vznik se datuje na přelom prvního a druhého století našeho letopočtu. http://commons.wikimedia.org/wiki/Category:Oxyrhynchus_papyri



množinu nezávislých vrcholů, která je maximální, která ale není největší (*maximální* znamená, že žádný vrchol do množiny nezávislých vrcholů již nemůžeme přidat). S nezávislými množinami vrcholů budeme pracovat v Kapitolách 7. a 8.

Podobně říkáme, že dvě hrany jsou *nezávislé*, jestliže nemají žádný společný koncový vrchol (průnik hran je prázdná množina). Množina hran se nazývá *množina nezávislých hran* (v Kapitole 6. jí budeme říkat také *párování*), jestliže každá dvojice hran z množiny je nezávislá. Naopak, pokud nějaké dvě hrany mají společný koncový vrchol, říkáme, že jsou *závislé*.



Obrázek 1.2.: Závislé a nezávislé vrcholy v grafu.

Otázky:

- Kolik nejvýše nezávislých vrcholů může existovat v grafu G ?
- Kolik nejvýše nezávislých hran může existovat v grafu G ?
- Existuje graf, ve kterém má nějaká množina nezávislých hran více prvků, než největší množina nezávislých vrcholů?

Zobecnění pojmu graf

Graf, tak jak jsme jej zavedli v definici na straně 25, se nazývá *jednoduchý graf*. Všimněte si, že nerozlišujeme hrany uv a vu . Při řešení některých problémů však má smysl rozlišit pořadí vrcholů hrany. V takovém případě zobecníme definici grafu na *orientovaný graf*. Orientovaným grafům se budeme věnovat v Kapitole 12.

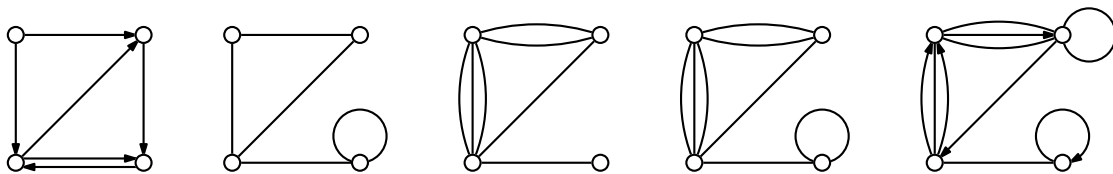
Definice jednoduchého grafu nedovoluje, aby oba koncové vrcholy hrany byly stejné, protože by se nejednalo o dvouprvkovou podmnožinu $V(G)$. Takovým „hranám“ se říká *smyčky*. Pokud bychom chtěli do definice grafu zahrnout i smyčky, dovolíme, aby hrany byly i jednoprvkové podmnožiny $V(G)$, tedy $E' \subseteq E(G) \cup V(G)$. Zavedeme tak *graf se smyčkami*.

Ještě obecnější je *multigraf*, ve kterém dovolíme, aby dva vrcholy byly spojeny i více než jednou hranou, a *pseudograf*, ve kterém navíc povolíme smyčky. Připomeňme, že symbolem $\binom{X}{k}$ značíme systém všech k -prvkových podmnožin dané množiny X , zatímco $\binom{|X|}{k}$ je kombinační číslo, které určuje počet takových podmnožin. Definice obecního grafu, ve kterém mohou být orientované i neorientované hrany i smyčky vypadá takto:

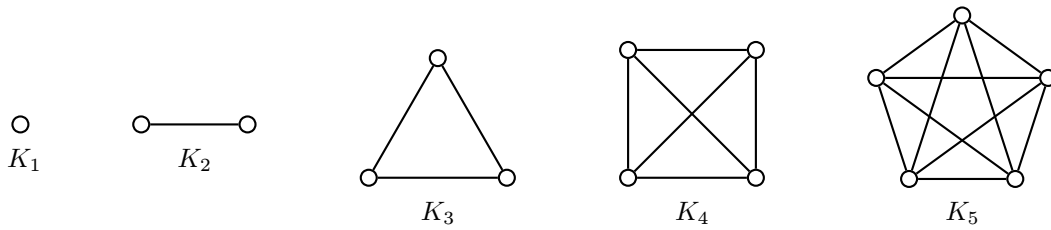
Definice Obecný graf

Obecný graf je trojice (V, E, φ) , kde V je neprázdná množina vrcholů, E je množina hran, $E \cap V = \emptyset$, a φ je *incidenční zobrazení* $\varphi : E \rightarrow \binom{V}{2} \cup V^2 \cup V$.

Všimněte si, že E je nějaká obecná množina, interpretaci jejích prvků zajistí teprve funkce φ .



Obrázek 1.3.: Orientovaný graf, graf se smyčkou, multigraf, pseudograf a obecný graf.

Obrázek 1.4.: Triviální graf K_1 , kompletní grafy K_2 , K_3 , K_4 a K_5 .

Ještě obecnější než graf je *hypergraf*. Hrany hypergrafu nemusí být jen dvouprvkové, ale obecné podmnožiny V .

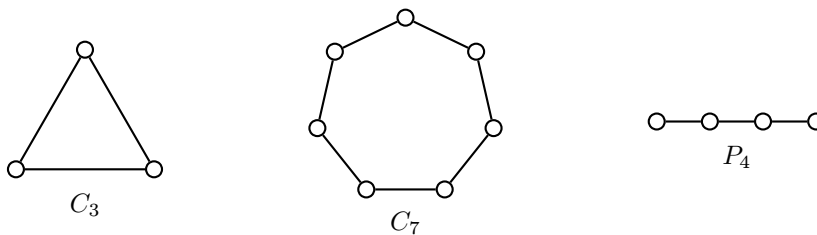
V dalším se zaměříme na tzv. *jednoduchý graf*, tj. konečný neorientovaný graf bez smyček a násobných hran. Nebude-li výslovně řečeno jinak, tak pod pojmem „graf“ budeme rozumět jednoduchý graf. Ačkoli má velmi dobrý smysl zabývat se i nekonečnými grafy, my se budeme zabývat jen konečnými grafy (tj. takovými grafy G , kdy $|V(G)| \in \mathbb{N}$).

Základní typy grafů

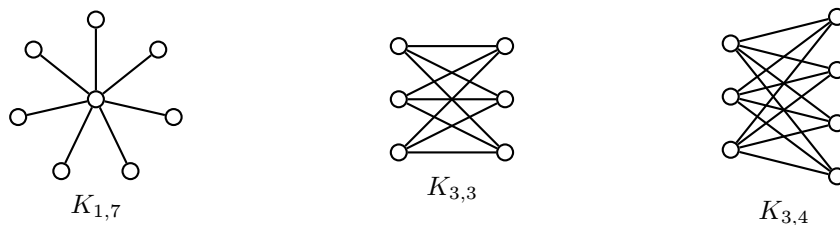
Podle definice nemůže být graf prázdný. Graf, který obsahuje jediný vrchol (a žádnou hranu) se nazývá *triviální graf*. Řada grafů, se kterými budeme pracovat, má svá jména. Například graf s n vrcholy, který obsahuje všech $\binom{n}{2}$ hran, se nazývá *kompletní graf* (někdy také *klíka*) a značí se K_n .

Graf s vrcholovou množinou $V = \{x_1, x_2, \dots, x_n\}$, pro n alespoň 3, a množinou hran $E = \{x_1x_2, x_2x_3, \dots, x_{n-1}x_n, x_nx_1\}$ se nazývá *cyklus*. Cykly značíme C_n . V některé literatuře se pro cyklus používá pojem *kružnice*, zatímco „cyklus“ se říká orientovaným cyklům (definice orientovaného cyklu je na straně 145). V tomto textu nebudeme cykly a kružnice striktně rozlišovat, rozdíl bude vždy jasný z kontextu.

Cesta je graf s množinou vrcholů $V = \{x_1, x_2, \dots, x_n\}$ a množinou hran $E = \{x_1x_2, x_2x_3, \dots, x_{n-1}x_n\}$. Cesty značíme P_n (z anglického „path“). Pokud je V jednoprvková množina, tak E neobsahuje žádnou hranu a cesta P_1 se nazývá *triviální cesta*. Pozor, v některých učebnicích symbol P_n označuje cestu s n hranami, tedy s $n + 1$ vrcholy! V novější literatuře index zpravidla označuje počet vrcholů grafu.

Obrázek 1.5.: Cykly C_3 , C_7 a cesta P_4 .

Graf, jehož vrcholová množina je sjednocením dvou neprázdných disjunktních množin U , W a množina hran je $E = \{uw : u \in U \wedge w \in W\}$, se nazývá *kompletní bipartitní graf* nebo *biklika s partitami U a W* . Kompletní bipartitní graf značíme $K_{m,n}$, kde $m = |U|$ a $n = |W|$. Na Obrázku 1.6. jsou příklady kompletních bipartitních grafů.

Obrázek 1.6.: Kompletní bipartitní grafy $K_{1,7}$, $K_{3,3}$ a $K_{3,4}$.

Bipartitní graf je zobecněním kompletního bipartitní grafu. V bipartitním grafu nemusí být všechny hrany mezi partitami U a W , ale jen některé: $E \subseteq \{uw : u \in U, w \in W\}$. Triviální graf není bipartitní (proč?). O bipartitních grafech se dozvíme více v podkapitole 6.2.

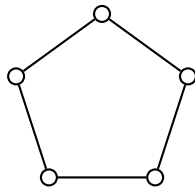
Kompletnímu bipartitnímu grafu $K_{1,n}$ se říká *hvězda*. Další typy grafů (například stromy, kola, mapy) zavedeme v dalších kapitolách, někdy i v rámci cvičení.

Zadávání grafů

Graf můžeme zadat třemi způsoby:

- algebraicky – určením množiny vrcholů a množiny hran,
- graficky – zakreslením diagramu,
- popisem vlastností nebo ve speciálních případech jménem grafu.

Například cyklus C_5 můžeme zadat algebraicky jako graf $G = (V, E)$, kde $V = \{v_1, v_2, v_3, v_4, v_5\}$, $E = \{v_1v_2, v_2v_3, v_3v_4, v_4v_5, v_1v_5\}$ nebo Obrázkem 1.7. Také můžeme cyklus C_5 popsat jako graf na pěti vrcholech, ve kterém je každý vrchol incidentní s právě dvěma hranami.



Obrázek 1.7.: Cyklus C_5 .

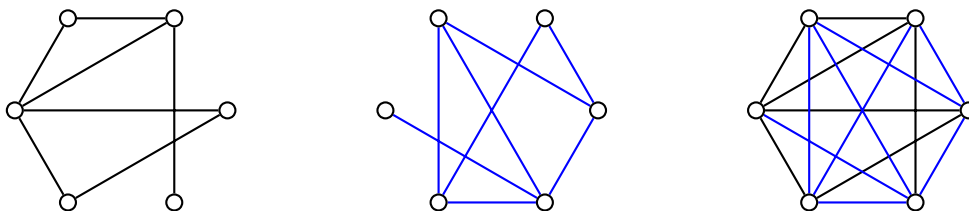
Všechny způsoby obvykle považujeme za ekvivalentní, neměli bychom je však zaměňovat vždy. Grafy s ohromným počtem vrcholů nemá smysl a někdy ani není možné zadat graficky. Pro některý graf může být algebraický popis výrazně jednodušší, než popis jeho vlastností, které by jej jednoznačně určily. Obvykle budeme pracovat s grafem daným (podle definice) množinou vrcholů a množinou hran.

Doplňek grafu

Připomeňme, že symbolem 2^X značíme potenční množinu množiny X (definice je na straně 6). Dále $\binom{X}{k}$ označuje systém všech k -prvkových podmnožin množiny X a zejména $\binom{X}{2}$ je systém všech dvouprvkových podmnožin množiny X .

Definice *Doplňkem grafu* $G = (V, E)$ rozumíme graf $\bar{G} = (V, \bar{E})$, kde $\bar{E} = \binom{V}{2} \setminus E$.

V literatuře se někdy pro doplněk používá značení G' . Z definice plyne, že pro každý graf G je jeho doplněk \bar{G} určen jednoznačně (proč?).



Obrázek 1.8.: Graf G , jeho doplněk \bar{G} a graf $(V(G), E(G) \cup E(\bar{G})) = K_6$.

O grafu řekneme, že je *hustý*, jestliže obsahuje mnoho hran, řádově více než vrcholů, přesná hranice se nestanovuje. Pokud zkoumáme vlastnosti hustého grafu, může být jednodušší zkoumat doplněk grafu.

Otázky:

- Máme danu množinu A . Jaká je mohutnost množiny 2^A ?
- Najdete nějakou tříprvkovou množinu a deset různých podmnožin?

Cvičení

1.1.1.♥ Ukažte, že platí $\bar{\bar{G}} = G$, tj. doplněk doplňku grafu G je právě graf G .

1.1.2. Může být graf svým vlastním doplňkem? Pokud ano, najděte všechny grafy, které jsou shodné se svým doplňkem.

1.1.3.♥ Najděte příklad grafu, který je izomorfní (má stejnou strukturu) se svým doplňkem (izomorfismus je zaveden na straně 54).

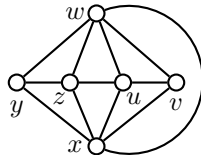
1.1.4.♥ Najděte příklad grafu na deseti vrcholech, který je izomorfní se svým doplňkem?

1.1.5.* Najděte třídu nekonečně mnoha grafů, které jsou izomorfní se svým doplňkem.

1.1.6.* Pro které počty vrcholů existuje graf izomorfní se svým doplňkem?

1.1.7.♥ Jaká je největší nezávislá množina vrcholů v kompletním bipartitním grafu $K_{m,n}$?

1.1.8. V grafu G na Obrázku 1.9. najděte největší nezávislou množinu vrcholů a zdůvodněte, proč je největší.



Obrázek 1.9.: Graf G .

1.1.9.♥ Netriviální graf má $3n - 6$ hran. Kolik hran má jeho doplněk?

1.1.10.♥ Pro jaké velikosti partit m, n může být současně graf G i jeho doplněk \bar{G} bipartitní?

1.1.11.♥ Najděte příklad bipartitního grafu, který je izomorfní (má stejnou strukturu) se svým doplňkem (izomorfismus je zaveden na straně 54).

1.1.12. Mějme bipartitní graf $G = (U \cup W, E)$. Definujte pojem bipartitní doplněk bipartitního grafu G .

1.2. Stupeň vrcholu

Definice *Stupeň vrcholu v je počet hran, se kterými je vrchol v incidentní, a značí se $\deg(v)$.*

Pokud je třeba zdůraznit, ke kterému grafu se stupeň vrcholu v vztahuje, použijeme dolní index $\deg_G(v)$. Vrcholu stupně 0 říkáme *izolovaný vrchol*. Graf, ve kterém jsou všechny vrcholy stejného stupně se nazývá *pravidelný*, nebo také *regulární*. Například graf, ve kterém jsou všechny vrcholy stupně 2, nazýváme 2-pravidelný. *Největší stupeň* v grafu se značí $\Delta(G)$, *nejmenší stupeň* pak $\delta(G)$. Všimněte si, že zatímco $\deg(v)$ je vlastnost vrcholů, tak $\delta(G)$ a $\Delta(G)$ přiřazujeme grafu. Na Obrázku 1.10. je příklad 4-pravidelného grafu a grafu G , který má nejmenší stupeň $\delta(G) = 2$ a největší stupeň $\Delta(G) = 4$.

Grafům, které jsou 3-pravidelné, se říká *kubické grafy*.



Obrázek 1.10.: 4-pravidelný graf a graf G s nejmenším stupněm $\delta(G) = 2$ a největším stupněm $\Delta(G) = 4$.

Symbolem $h(G)$ budeme označovat počet hran grafu G a symbolem $v(G)$ počet vrcholů grafu G . V hustém grafu je vysoký průměrný stupeň

$$\frac{\sum_{v \in V(G)} \deg(v)}{v(G)}.$$

Věta 1.1. Princip sudosti

Mějme graf G s vrcholy v_1, v_2, \dots, v_n , kde $n \geq 1$. Symbolem $h(G)$ označme počet hran grafu G . Potom

$$\sum_{v_i \in V(G)} \deg(v_i) = 2h(G).$$

Důkaz. Každá hrana je incidentní s právě dvěma vrcholy a proto přispívá jedničkou ke stupni dvou vrcholů. V součtu na levé straně tak přispěje každá hrana dvojkou a proto je součet roven dvojnásobku počtu hran. \square

Jiný důkaz. Indukcí vzhledem k počtu vrcholů

Základ indukce: Pro triviální graf K_1 s jediným vrcholem tvrzení jistě platí

$$\sum_{v_i \in V(K_1)} \deg(v_i) = 0 = 2 \cdot 0 = h(K_1).$$

Indukční krok: Předpokládáme, že tvrzení platí pro všechny grafy s nejvýše n vrcholy, kde $n \geq 1$. Ukážeme, že potom tvrzení platí i pro libovolný graf s $n + 1$ vrcholy. Mějme libovolný graf $G = (V, E)$ s $n + 1$ vrcholy. Vyberme libovolný vrchol x v G (takový vrchol v G jistě existuje, proč?). Označme $G - x$ graf, který vznikne z grafu G odebráním vrcholu x a všech $\deg_G(x)$ hran s vrcholem x incidentních, tj. $G - x = (V \setminus \{x\}, E \setminus \{xy : y \in V \wedge xy \in E\})$. Graf $G - x$ splňuje indukční předpoklad, proto $\sum_{v_i \in V(G-x)} \deg_{G-x}(v_i) = 2h(G - x)$.

Nyní využijeme vztah $\deg_G v = \deg_{G-x}(v) + 1$ pro $v \neq x$ a vypočítáme

$$\begin{aligned} \sum_{v_i \in V(G)} \deg_G(v_i) &= \deg_G(x) + \underbrace{1 + 1 + \dots + 1}_{\deg_G(x)} + \sum_{v_i \in V(G-x)} \deg_{G-x}(v_i) = \\ &= 2 \deg_G(x) + 2h(G - x) = 2(\deg_G(x) + h(G - x)) = 2h(G). \end{aligned}$$

To je dokazované tvrzení a podle principu matematické indukce je důkaz hotov. \square

Třetí způsob, důkaz indukcí vzhledem k počtu hran je ponechán jako Cvičení 1.2.1.

Příklad 1.1. Kolik hran má 4-pravidelný graf na Obrázku 1.10. vlevo?

Při řešení využijeme princip sudosti. Graf na Obrázku 1.10. vlevo má devět vrcholů stupně 4, proto součet stupňů vrcholů je $9 \cdot 4 = 36$, což je dvojnásobek počtu hran. Graf má 18 hran. \checkmark

Tvrzení Věty 1.1. je poměrně jednoduché, přesto má celou řadu důsledků, jak je vidět i podle předchozího příkladu. Následuje tvrzení, které říká, že grafy s lichým počtem vrcholů lichého stupně nemohou existovat.

Důsledek 1.2. Počet vrcholů lichého stupně v libovolném grafu je sudý.

Důkaz. Tvrzení dokážeme sporem. Nechť platí předpoklad věty a neplatí tvrzení, tj. „mějme takový graf G , že počet vrcholů lichého stupně v G je lichý“. Užitím principu sudosti dojdeme ke sporu. Je-li počet vrcholů lichého stupně lichý, tak součet stupňů všech vrcholů je také lichý (proč?) Avšak podle Věty 1.1. je součet stupňů všech vrcholů roven dvojnásobku počtu hran, a je tedy sudý. Dostáváme spor a tvrzení je dokázáno. \square

Jiný důkaz. Tvrzení dokážeme nepřímou. Místo implikace „mějme libovolný graf G , potom počet vrcholů lichého stupně v G je sudý“ budeme dokazovat implikaci „máme-li v G lichý počet vrcholů lichého stupně, potom G není graf“.

Víme, že je-li počet vrcholů lichého stupně lichý, tak součet S stupňů všech vrcholů je také lichý. Podle Věty 1.1. je roven dvojnásobku počtu hran $S = 2h(G)$. Odtud vidíme, že $h(G) = S/2$ není celé číslo, protože S je liché. V grafu je jistě počet hran celočíselný, proto G není graf. \square

Mějme na paměti, že graf je množina vrcholů a množina hran, které splňují další vlastnosti. Pokud vezmeme například množiny

$$V = \{x, y, z\}, \quad E = \{\{x, y\}, \{y, z\}, \{v, y\}\},$$

tak snadno ověříme, že všechny tři prvky („vrcholy“) x, y, z patří do jedné nebo tří dvouprvkových podmnožin („hran“) v systému množin E . Vypadá to, že všechny tři vrcholy jsou stupně 1 nebo 3. Vysvětlete, v čem je chyba.

Příklad 1.2. Vánoční dárky (podruhé)

Devět kamarádů si na Vánoce dalo dárky. Každý dal dárky třem svým kamarádům. Ukažte, že není možné, aby každý dostal dárky právě od těch tří kamarádů, kterým dárky sám dal.

Problém popíšeme grafem, ve kterém vrcholy odpovídají kamarádům a hranou spojíme ty dva kamarády, kteří si vymění navzájem dárky. Pokud by existovala situace, kdy si každý jen vymění dárky se třemi kamarády, tak odpovídající graf by byl kubický graf na devíti vrcholech. Takový graf však podle Důsledku 1.2. neexistuje! ✓

Posloupnost stupňů vrcholů

Někdy je výhodné pracovat nejen s hranami, které jsou incidentní s daným vrcholem v (resp. s jejich počtem $\deg(v)$), ale také s vrcholy, které jsou s daným vrcholem sousední.

Definice Mějme graf G . *Okolí vrcholu v* je množina všech vrcholů sousedních s vrcholem v . Značíme ji $N_G(v) = \{u \in V : \exists uv \in E(G)\}$.

Okolí vrcholu je množina vrcholů, které jsou sousední s daným vrcholem v . Značíme ji $N(v)$ a pokud budeme chtít zdůraznit, že se jedná o okolí vrcholu v v grafu G , použijeme dolní index: $N_G(v)$. Všimněte si, že v jednoduchém grafu G pro každý vrchol $v \in V(G)$ platí $|N(v)| = \deg(v)$.

Definice Grafová posloupnost

Máme dán graf G s vrcholy v_1, v_2, \dots, v_n . Posloupnost $(\deg(v_1), \deg(v_2), \dots, \deg(v_n))$ nazýváme *stupňovou posloupností* grafu G , případně *skóre* grafu G . Nerostoucí posloupnost $D = (d_1, d_2, \dots, d_n)$ se nazývá *grafová*, je-li stupňovou posloupností nějakého grafu.

Ke každému grafu jistě najdeme stupňovou posloupnost, ale není těžké si uvědomit, že ne každá nerostoucí posloupnost nezáporných celých čísel je grafová. Jistě musí být největší číslo v posloupnosti menší, než počet prvků posloupnosti. Dále například podle Důsledku 1.2. víme, že posloupnost, která obsahuje lichý počet lichých čísel, nemůže být grafová. Dokonce ani posloupnost, která obsahuje sudý počet lichých nezáporných čísel nemusí být grafová (proč?). Například posloupnosti $(2, 0, 0)$ nebo $(2, 2, 0)$ jistě nejsou stupňovou posloupností žádného grafu (proč?). Následující věta dává poměrně jednoduchý návod jak poznat, zda nějaká posloupnost je nebo není grafová.

Věta 1.3. Havel–Hakimi

Nechť $D = (d_1, d_2, \dots, d_n)$ je nerostoucí posloupnost a nechť D' vznikne přeuspořádáním posloupnosti $(d_2 - 1, d_3 - 1, \dots, d_{d_1+1} - 1, d_{d_1+2}, \dots, d_n)$ na nerostoucí posloupnost. Potom platí, že D je grafová posloupnost netriviálního grafu právě tehdy, když D' je grafová posloupnost.

Jinými slovy D' vznikne z nerostoucí posloupnosti D tak, že vynecháme první člen d_1 a právě d_1 následujících prvků (pokud existují) zmenšíme o jedničku. Nakonec její prvky přeuspořádáme tak, abychom dostali nerostoucí posloupnost.

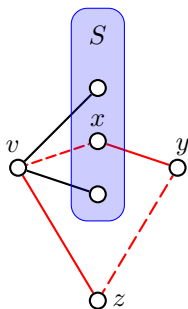
Důkaz. Jedná se o důkaz ekvivalence, proto musíme dokázat obě implikace.

„ \Rightarrow “ Mějme netriviální graf G se stupňovou posloupností $D = (d_1, d_2, \dots, d_n)$. Odebereme-li z grafu G vrchol stupně d_1 (a všechny hrany s ním incidentní), tak dostaneme menší graf, jehož stupňová posloupnost nemusí být posloupnost D' , protože vrchol stupně d_1 nemusí být sousední právě s vrcholy stupňů $d_2, d_3, \dots, d_{d_1+1}$. Ukážeme však, že z daného grafu G můžeme sestavit takový graf G' se (stejnou) stupňovou posloupností D , že odstraněním vrcholu stupně d_1 (a všech hran s ním incidentních) z grafu G' dostaneme menší graf H' se stupňovou posloupností D' . Označme v vrchol stupně $d_1 = \Delta(G)$. Označme S množinu těch d_1 vrcholů grafu G , které jsou stupňů $d_2, d_3, \dots, d_{d_1+1}$ (Obrázek 1.11.).

Je-li $N_G(v) = S$, je důkaz hotov, protože graf, který dostaneme z G tak, že odebereme vrchol v a všechny hrany s ním incidentní (označíme jej $G - v$), je graf se stupňovou posloupností D' .

Je-li $N_G(v) \neq S$, tak ukážeme, jak sestavit graf G_1 se stupňovou posloupností D (stejnou jako má graf G), pro který platí

$$|N_{G_1}(v) \cap S| = |N_G(v) \cap S| + 1.$$

Obrázek 1.11.: Záměna dvou hran grafu G v důkazu Věty Havla–Hakimiho.

Nechť tedy $N_G(v) \neq S$, tj. existuje takový vrchol $x \in S$, že $vx \notin E(G)$. Protože $|N_G(v)| = |S|$ musí současně existovat takový vrchol $z \in (N_G(v) \setminus S)$, že $vz \in E(G)$, viz Obrázek 1.11.

Nyní si uvědomíme, že v množině S jsou vrcholy nejvyšších stupňů v grafu G (s výjimkou vrcholu v) a proto $\deg_G(x) \geq \deg_G(z) \geq 1$. Navíc jeden ze sousedů vrcholu z je vrchol v , avšak v není sousední s x . Protože $\deg_{G-v}(x) > \deg_{G-v}(z)$, tak jistě někde v grafu $G-v$ (a také v grafu G) existuje takový vrchol y (je různý od v, x, z), který je sousední s vrcholem x a není sousední s vrcholem z . Nyní z grafu G odstraníme hrany vz, xy a přidáme hrany vx a zy . Dostaneme graf G_1 , pro který platí $|N_{G_1}(v) \cap S| = |N_G(v) \cap S| + 1$. Grafy G a G_1 mají stejnou stupňovou posloupnost. Postup můžeme analogicky zopakovat vícekrát a dostat takový graf G_2 , že $|N_{G_2}(v) \cap S| = |N_G(v) \cap S| + 2$ a nejpozději po $\deg(v) = d_1$ krocích dostaneme graf G' se stejnou stupňovou posloupností D jako má graf G , pro který však platí $N(G') = S$. Pro graf G' nyní jistě platí, že $G' - v = H'$, kde H' je graf se stupňovou posloupností D' . Tím je důkaz první implikace dokončen.

„ \Leftarrow “ Důkaz této implikace je jednodušší. Jestliže posloupnost D' je grafová, tak existuje jednoduchý graf G' se stupňovou posloupností $D' = (d_2 - 1, d_3 - 1, \dots, d_{d_1+1} - 1, d_{d_1+2}, \dots, d_n)$. Do grafu G' přidáme vrchol v stupně d_1 a spojíme jej hranami s vrcholy stupňů $d_2 - 1, d_3 - 1, \dots, d_{d_1+1} - 1$. Získáme tak netriviální nadgraf G grafu G' , který má stupňovou posloupnost $D = (d_1, d_2, \dots, d_n)$, tj. D je grafová posloupnost, což je dokazované tvrzení. \square

Postup uvedený v důkazu Věty 1.3. dává rekurzivní algoritmus pro ověření, zda daná posloupnost je grafová. Opakovaným použitím Věty 1.3. dostaneme po konečném počtu kroků odpověď. Výpočet můžeme použít i pro konstrukci grafu s danou stupňovou posloupností (Cvičení 1.2.5.). Je nutné si uvědomit, že ne každý graf s danou stupňovou posloupností můžeme zkonstruovat způsobem, který je popsán v důkazu Věty 1.3. u implikace „ \Leftarrow “ (Cvičení 1.2.19.).

Otázky:

- Kde se v důkazu Věty 1.3. použil předpoklad, že graf se stupňovou posloupností je netriviální?
- Jaký je nejmenší graf, který nelze ze zadané posloupnosti zkonstruovat způsobem popsáným v důkazu Věty 1.3.?

Příklad 1.3. „Handshaking problem“ (podruhé)

Máme skupinu n lidí ($n \geq 2$) z nichž někteří si podali ruce. Ukažte, že ve skupině jsou alespoň dva lidé, kteří podali ruku stejnému počtu lidí ve skupině.

Sestavíme graf, kde vrcholy budou odpovídat lidem a hranou spojíme každou dvojici, která si podala ruce. Je zřejmé, že relace „podat si ruce“ je symetrická a ireflexivní, proto graf bude jednoduchý (neorientovaný a bez smyček). Pro důkaz můžeme použít také Větu Havla–Hakimiho. Každý z n lidí mohl podat ruku nejvýše $n - 1$ krát a nejméně 0 krát. Pokračujme sporem. Pokud by bylo možné, aby si každý podal ruku s jiným počtem lidí, tak by odpovídající graf měl stupňovou posloupnost $D = (n - 1, n - 2, \dots, 0)$. Po jediné úpravě užitím Věty 1.3. dostaneme posloupnost $D' = (n - 3, n - 4, \dots, 0, -1)$, která jistě není grafová (proč?). Dostáváme spor a proto alespoň dva lidé musí podat ruku stejnému počtu lidí ve skupině. \checkmark

Cvičení

1.2.1. Dokažte Větu 1.1. indukcí vzhledem k počtu hran.

1.2.2. \heartsuit Kolik existuje 0-pravidelných grafů? Kolik z nich je souvislých (souvislost je zavedena na straně 40)?

1.2.3. Označme $v(G)$ počet vrcholů grafu G . Ukažte, že v každém grafu platí $\delta(G) \leq 2h(G)/v(G) \leq \Delta(G)$.

1.2.4. Ve firmě pracuje kromě ředitele i několik zaměstnanců. Mužů je mezi zaměstnanci o tři více než žen. Během doby se zaměstnanci mnohokrát stěhovali a sdíleli kanceláře. Víme, že jedenáct zaměstnanců již během doby sdílelo kancelář s dvěma kolegy, tři se čtyřmi kolegy a ostatní sdíleli kancelář s jedním, třemi nebo pěti kolegy (nevíme kolik jich je, jen víme, že takoví zaměstnanci ve firmě jsou). Ředitel má nyní kancelář sám pro sebe. Bylo tomu tak vždy?

1.2.5. Najděte algoritmus pro konstrukci grafu s danou stupňovou posloupností D . Využijte Větu Havla–Hakimího.

1.2.6. Nechť G je k -pravidelný graf, kde k je liché číslo. Dokažte, že počet hran grafu G , $h(G)$, je násobkem čísla k . Platí to i v případě, že k je sudé? Co musí být splněno?

1.2.7. Nechť graf G má n vrcholů a $n - 1$ hran. Ukažte, že G má vrchol stupně 1 nebo izolovaný vrchol.

1.2.8. Ukažte, že neexistují jednoduché grafy se stupňovými posloupnostmi $(3, 3, 3, 1)$ a $(3, 3, 3, 1, 1)$. Dokažte i bez použití věty Havla–Hakimího.

1.2.9. Najděte všechny různé grafy se stupňovými posloupnostmi $(3, 3, 3, 1, 1, 1)$ a $(3, 3, 2, 2, 1, 1)$, přičemž nerozlišujeme pojmenování vrcholů.

1.2.10. Je možno Větu 1.1. zobecnit i pro jiné než jednoduché grafy? Pokud ano, pro které? Zobecněnou větu dokažte.

1.2.11. Existuje některý z grafů ze Cvičení 1.2.8., pokud se neomezíme na jednoduché grafy?

1.2.12. Kolik existuje 2-pravidelných grafů na patnácti vrcholech? Kolik z nich je souvislých?

1.2.13.♥ Kolik existuje 3-pravidelných grafů na šesti vrcholech?

1.2.14.♥ Kolik existuje různých 8-pravidelných grafů na deseti vrcholech?

1.2.15. Máme 25 mobilních stanic a každá může komunikovat s ostatními na 60 různých (společných) frekvencích, přičemž dvě různé dvojice stanic nemohou komunikovat současně na jedné frekvenci. Označme $f(G)$ nejmenší počet spojení, který udržuje nějaká stanice v síti. Navrhněte takovou síť, aby hodnota $f(G)$ byla co největší a ukažte, že síť s větší hodnotou $f(G)$ nemůže existovat.

1.2.16.♥ Pro jaká n existuje graf s n vrcholy, který má vrcholy $n - 1$ různých stupňů? (Tj. pro která n existuje graf, který má všechny vrcholy až na dva různého stupně.)

1.2.17. Kolik nejvýše různých stupňů mohou mít vrcholy grafu s n vrcholy?

1.2.18. Najděte příklad grafu s nerostoucí stupňovou posloupností $D = (d_1, d_2, \dots, d_n)$, ze kterého odebráním libovolného vrcholu stupně d_1 nevznikne graf se stupňovou posloupností $D' = (d_2 - 1, d_3 - 1, \dots, d_{d_1+1} - 1, d_{d_1+2}, \dots, d_n)$ sestavenou podle Věty 1.3.

1.2.19. Najděte příklad grafu, který není možno sestavit postupem popsáním v důkazu druhé implikace Věty Havla–Hakimího (Věty 1.3.).

1.3. Podgrafy

V předchozí podkapitole jsme v důkazu Věty 1.3. pracovali s grafem G a s grafem, který vznikl odstraněním některé hrany grafu G . Pracovali jsme s objektem, který bychom intuitivně nazvali „podgrafem“ grafu G . Nyní si pojem podgrafu korektně nadefinujeme.

Definice Mějme dán graf $G = (V, E)$. Řekneme, že graf $H = (V', E')$ je *podgrafem* grafu G , jestliže $V' \subseteq V$ a současně $E' \subseteq E$.

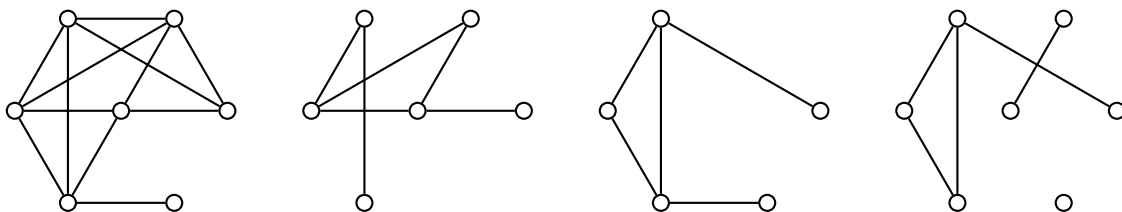
Všimněte si, že definice je korektní. Ne každá dvojice podmnožin V' , E' tvoří podgraf grafu G . Je-li například V' jednoprvková a E' neprázdná, tak množina E' nemůže být systémem dvouprvkových podmnožin V' , protože s každou hranou, musí v grafu ležet oba její koncové vrcholy. V definici podgrafu proto požadujeme, aby H byl graf.

Definice připouští i takový extrémní případ, kdy $V' = V$ a $E' = E$, neboli každý graf je svým podgrafem. Jestliže alespoň jedna z rovností není splněna (tj. alespoň jedna z množin V' , resp. E' je vlastní podmnožinou V , resp. E), říkáme, že H je *vlastním* podgrafem grafu G . V opačném případě říkáme, že graf H je *nevlastní* podgraf. Pro graf, který vznikne z grafu G vynecháním jedné hrany uv , zavedeme označení $G - uv$. Podobně graf, který vznikne z grafu G vynecháním jednoho vrcholu v a všech hran incidentních

s tímto vrcholem, budeme značit $G - v$. Je-li N nějaká podmnožina vrcholů grafu G , tak symbolem $G - N$ značíme graf, který vznikne z G odebráním všech vrcholů v N a všech hran incidentních s těmito vrcholy. Podobně, je-li M nějaká podmnožina hran grafu G , tak symbolem $G - M$ značíme graf, který vznikne z G odebráním všech hran v M .

Dalším důležitým speciálním případem je podgraf, který obsahuje všechny vrcholy původního grafu (tj. $V' = V$). Takovému podgrafu říkáme *faktor*. Posledním speciálním případem podgrafu je *indukovaný podgraf*, který obsahuje všechny hrany původního grafu G , které jsou incidentní s vrcholy v množině V' . Ekvivalentně můžeme říci, že indukovaný podgraf H vznikne z grafu G případným vynecháním některých vrcholů a vynecháním pouze všech takových hran, které byly incidentní s některým vynechaným vrcholem. Třetí způsob, jak popsat indukovaný podgraf, je říci, že se jedná o takový podgraf H grafu G , který má ze všech podgrafů s vrcholovou množinou $V(H)$ největší počet hran.

Jestliže o grafu H říkáme, že je podgrafem grafu G , tak naopak graf G se nazývá *nadgraf* nebo také *supergraf* grafu H . Říkáme, že každý graf H je *obsažen* v každém svém nadgrafu G a naopak každý graf G *obsahuje* všechny své podgrafy H .



Obrázek 1.12.: Graf G a jeho podgraf H , indukovaný podgraf I a faktor F .

Otázky:

- Existuje takový graf G a takový jeho podgraf H , že H není faktorem grafu G , ani indukovaným podgrafem grafu G ?
- Může být graf H současně podgrafem i nadgrafem nějakého grafu G ?
- Může být graf H současně vlastním podgrafem grafu G i nadgrafem grafu G ?

Na straně 27 jsme zavedli cestu. Cestou G v grafu rozumíme takový podgraf grafu G , který je cestou. Zcela analogicky zavedeme cyklus v grafu, kliku v grafu i další podgrafy.

Cvičení

1.3.1. Dokažte, že pro každý graf G existuje takový jeho nadgraf N , že N je pravidelný stupně $\Delta(G)$ a G je indukovaný podgraf grafu N .

1.3.2. Může být indukovaný faktor F grafu G vlastním podgrafem grafu G ? Pokud ano, najděte příklad, pokud ne, dokažte.

1.3.3. Předpokládejme, že rozlišujeme jednotlivé vrcholy grafu G (například označením). Kolik různých faktorů má graf G ?

1.3.4. Předpokládejme, že rozlišujeme jednotlivé vrcholy grafu G (například označením). Kolik různých podgrafů má kompletní graf K_n ?

1.3.5. Předpokládejme, že rozlišujeme jednotlivé vrcholy grafu G (například označením). Kolik existuje různých grafů bez izolovaných vrcholů s vrcholovou množinou $\{v_1, v_2, \dots, v_n\}$?

1.3.6. Máme graf G , který neobsahuje vrchol stupně 0 ani žádný indukovaný podgraf s právě dvěma hranami. Ukažte, že G je kompletní graf.

1.3.7. Najděte chybu v následujícím důkazu:

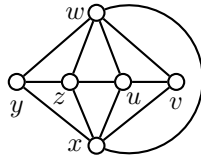
Ukážeme, že každý bipartitní graf $G = (U \cup W, E)$ je podgrafem nějakého $\Delta(G)$ -pravidelného bipartitního grafu. Pokud nejsou partity U a W stejné velikosti, přidáme do menší partity tolik vrcholů, aby byly obě partity stejné velikosti. Jsou-li všechny vrcholy stejného stupně, důkaz končí. Jinak najdeme ke každému vrcholu $u \in U$ stupně menšího než $\Delta(G)$ vrchol $w \in W$ stupně menšího než $\Delta(G)$, protože součet stupňů vrcholů v každé partitě je stejný. Nyní stačí spojit u a w hranou a zvýšíme tak stupeň vrcholů u a w . Je-li výsledný graf pravidelný, důkaz končí, jinak přidáváme hrany dokud výsledný nadgraf nebude pravidelný.

1.3.8. Kolik existuje indukovaných podgrafů s k vrcholy v kompletním grafu K_n ? Předpokládejme, že vrcholy kompletního grafu rozlišujeme (například označením).

1.3.9. Dokažte, že každý graf G obsahuje takový neprázdný podgraf H , že $\delta(H) \geq d(G)/2$, kde $d(G)$ je průměrný stupeň grafu G .

1.3.10. Najděte všechny grafy, pro které platí, že neobsahují vrchol stupně 0 ani žádný indukovaný podgraf s právě třemi hranami.

1.3.11.♥ Určete největší kliku v grafu na Obrázku 1.13.



Obrázek 1.13.: Graf G .

1.3.12. Mějme souvislý graf G , který neobsahuje indukovaný cyklus C_3 ani indukovanou cestu P_4 . Ukažte, že G je kompletní bipartitní graf.

1.3.13. Ukažte, že v každé skupině šesti lidí se někteří tři lidé navzájem znají nebo někteří tři lidé se navzájem neznají.

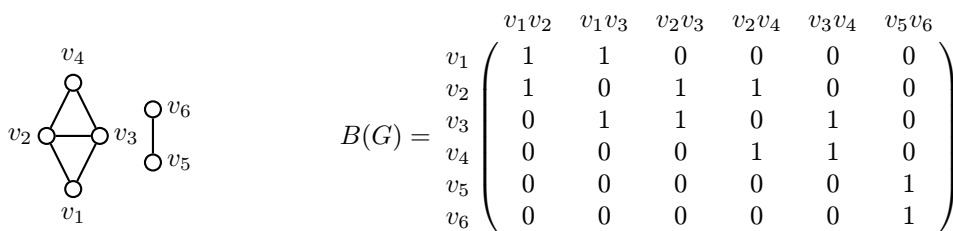
1.3.14. Kolik různých podgrafů C_6 existuje v kompletním bipartitním grafu $K_{m,n}$?

1.4. Implementace grafů v počítači

Řešíme-li jednoduché úlohy pro malé grafy, nejnázornější je obvykle nakreslit diagram příslušného grafu a úlohu vyřešit ručně. Avšak už pro graf s více než dvaceti vrcholy může být diagram hustého grafu značně nepřehledný. Pokud uvažujeme o implementaci v počítači, je nutné zvolit vhodný formát pro uložení grafu. Přitom musíme uvážit jednak jak bude konkrétní graf do počítače vkládán a jednak jaké operace se budou při řešení úlohy používat. Existuje několik základních struktur, které se používají pro implementace grafů.

Incidenční matice

Mějme dán graf G . Incidenční matice $B(G)$ je obdélníková matice s $v(G)$ řádky a $h(G)$ sloupci. Vrcholy grafu G označíme v_1, v_2, \dots, v_n a hrany e_1, e_2, \dots, e_m . Každému vrcholu grafu G odpovídá jeden řádek matice B a každé hraně grafu G jeden sloupec matice B . Prvek b_{ij} matice B nabývá hodnoty 1 právě tehdy, když vrchol v_i je incidentní s hranou e_j . V opačném případě je $b_{ij} = 0$. Je snadné si uvědomit, že pro jednoduché grafy dává součet čísel v každém sloupci incidenční matice vždy 2 a součet čísel v i -tém řádku dává stupeň vrcholu v_i . Incidenční matice je proto velmi rozsáhlá a řídká. Obsahuje jen $2m$ jedniček z celkového počtu mn prvků. Příklad grafu G a jeho incidenční matice je na Obrázku 1.14.



Obrázek 1.14.: Graf G a jeho incidenční matice.

Matice sousednosti

Úspornější využití paměti pro husté grafy získáme uložením grafu v *matici sousednosti*. Vrcholy grafu G opět označíme v_1, v_2, \dots, v_n . Matice sousednosti $A(G)$ je čtvercová matice řádu n , ve které je prvek $a_{ij} = 1$ právě tehdy, když jsou vrcholy v_i a v_j sousední. V opačném případě je $a_{ij} = 0$.

$$a_{ij} = \begin{cases} 1 & \text{je-li } v_i v_j \in E(G) \\ 0 & \text{jinak.} \end{cases}$$

Je zřejmé, že matice $A(G)$ je pro jednoduché grafy symetrická a že součet čísel v i -tém řádku (v i -tém sloupci) matice $A(G)$ je roven stupni vrcholu v_i . Matice sousednosti grafu G z Obrázku 1.14. je

$$A(G) = \begin{matrix} & \begin{matrix} v_1 & v_2 & v_3 & v_4 & v_5 & v_6 \end{matrix} \\ \begin{matrix} v_1 \\ v_2 \\ v_3 \\ v_4 \\ v_5 \\ v_6 \end{matrix} & \begin{pmatrix} 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 1 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 \\ 1 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 \end{pmatrix} \end{matrix}$$

Seznam sousedů

Graf můžeme reprezentovat i pomocí seznamů sousedních vrcholů. Pro každý vrchol v_i , $i = 1, 2, \dots, n$, grafu G vytvoříme seznam (pole) vrcholů, například $\mathbf{a}_i[]$, které jsou s vrcholem v_i sousední. Každé pole bude mít $\deg(v_i)$ položek. Je vhodné vytvořit pomocné pole (například $\mathbf{deg}[]$), jehož i -tá položka bude obsahovat stupeň vrcholu v_i . Prvky $\mathbf{a}_i[1]$, $\mathbf{a}_i[2]$, \dots , $\mathbf{a}_i[\mathbf{deg}[i]]$ obsahují vrcholy (nebo jejich indexy) sousední s vrcholem v_i . Seznam stupňů vrcholů a seznamy sousedů vrcholů grafu G z Obrázku 1.14. jsou

$$\begin{aligned} \mathbf{deg}[] &= [2, 3, 3, 2, 1, 1], & \mathbf{a}_1[] &= [v_2, v_3], \\ & & \mathbf{a}_2[] &= [v_1, v_3, v_4], \\ & & \mathbf{a}_3[] &= [v_1, v_2, v_4], \\ & & \mathbf{a}_4[] &= [v_2, v_3], \\ & & \mathbf{a}_5[] &= [v_6], \\ & & \mathbf{a}_6[] &= [v_5]. \end{aligned}$$

Všimněte si, že má-li graf h hran, budou seznamy polí obsahovat celkem $2h$ položek, neboť každá hrana $v_i v_j$ je v seznamech uložena dvakrát. Jednou jako vrchol v_j v poli $\mathbf{a}_i[]$ a podruhé jako vrchol v_i v poli $\mathbf{a}_j[]$.

Jestliže implementujeme algoritmus, který bude zpracovávat obecný řídký graf, tak pro seznamy sousedů může být vhodnější použít místo polí dynamické linkované seznamy. Výhodou je, že strukturu grafu můžeme v průběhu algoritmu snadno modifikovat. Položky seznamu můžeme vyřadit nebo do seznamu zařadit nové. Nevýhodou je časová náročnost vyhledání konkrétní hrany. Naproti tomu použijeme-li pole, můžeme (už při vytvoření) seřadit seznamy sousedů podle pevně zvoleného klíče a pro vyhledání použít binární dělení. Nevýhodou polí je náročná úprava takové struktury v průběhu algoritmu.

Ohodnocené grafy

Pokud pracujeme s grafem, který je *ohodnocený* (tj. hranám nebo vrcholům jsou přiřazena nenulová čísla), je možné modifikovat matici sousednosti. Místo jedniček položíme každý prvek a_{ij} rovno ohodnocení hrany $v_i v_j$. Nenulová ohodnocení vrcholu v_i můžeme uložit na hlavní diagonálu v prvku a_{ii} . Stupeň vrcholu v_i je pak počet nenulových prvků v řádku (sloupci) s výjimkou prvku a_{ii} matice sousednosti. Jestliže nula je přípustná hodnota pro ohodnocení vrcholů nebo hran, tak buď použijeme druhou pomocnou matici, ve které budou na odpovídajících pozicích uložena ohodnocení, nebo zvolíme jinou „zakázanou“ číselnou hodnotu, kterou použijeme v matici tam, kde hrana není nebo chybí ohodnocení vrcholu.

Podobně ohodnocení hran můžeme do incidenční matice uložit do nového (přidaného) řádku. Jestliže jsou ohodnocené vrcholy grafu, můžeme přidat další sloupec do incidenční matice. Pokud jsou hrany nebo vrcholy ohodnoceny více funkcemi, můžeme přidat více řádků nebo sloupců.

V případě komplikovanějších ohodnocení už nevystačíme s jednoduchou strukturou, můžeme využít složitější datové struktury. Každý vrchol nebo hrana může být strukturovaný datový typ, jehož položky mohou sloužit k implementaci sousednosti, incidence i ohodnocení. Množina vrcholů může být uložena jako linkovaný seznam vrcholů, množina hran jako linkovaný seznam hran. Vazby mezi oběma strukturami

vybereme v závislosti na konkrétní úloze tak, aby vyhledávání nebo jiné často používané operace v grafu byly co nejefektivnější.

Cvičení

1.4.1. *Definujte incidenční matici a matici sousednosti multigrafu se smyčkami. Čemu se rovná součet i -tého řádku a čemu součet j -tého sloupce v incidenční matici a čemu v matici sousednosti?*

1.4.2. *Může mít incidenční matice jednoduchého grafu dva shodné řádky nebo sloupce? Jak je tomu u multigrafu?*

1.4.3. *Najděte takový netriviální souvislý graf s n vrcholy, že každá mocnina matice sousednosti bude mít nějaké nulové prvky.*

Kapitola 2. Cesty a cykly v grafu

Pokud graf reprezentuje nějakou síť (silniční, železniční, elektrickou, ...), tak je přirozené zkoumat, jak je možno v grafu putovat. Mezi vrcholy grafu, který reprezentuje danou síť, je dovoleno putovat jen po hranách grafu. Dospějeme k zavedení pojmu sled, tah a cesta. V druhé části kapitoly ukážeme, jak měřit vzdálenosti v grafu. V poslední části se budeme věnovat nejmenší a největší vzdálenosti mezi dvěma vrcholy v grafu a také vztahům mezi těmito parametry.

2.1. Sledy, tahy a cesty

Definice *Sled* v grafu G je taková posloupnost vrcholů a hran

$$(v_0, e_1, v_1, e_2, v_2, \dots, e_n, v_n), \quad (4)$$

že hrana e_i má koncové vrcholy v_{i-1} a v_i pro všechna $i = 1, 2, \dots, n$. Sled (4) se nazývá (v_0, v_n) -sled.

Sled v grafu můžeme chápat jako záznam putování nebo bloudění v grafu. Všimněte si, že vrcholy i hrany ve sledu se mohou opakovat, a to i vícekrát. Vrchol v_0 se nazývá *počáteční* a vrchol v_n *koncový* vrchol (v_0, v_n) -sledu (4). Ostatní vrcholy, pokud existují, jsou *vnitřní* vrcholy sledu. Vnitřním vrcholům sledu se někdy říká *interní*. Jestliže $n = 0$, tak sled se nazývá *triviální* a pochopitelně nerozlišujeme jeho počáteční a koncový vrchol. Pokud je $v_0 = v_n$ pro kladné n , řekneme, že sled v grafu je *uzavřený*. Pro jednoduché grafy není nutné explicitně uvádět hrany sledu, protože mezi libovolnými dvěma vrcholy grafu existuje vždy nejvýše jedna hrana, která je jednoznačně určena dvojicí koncových vrcholů. Pokud nebude výslovně řečeno jinak, omezíme se na jednoduché grafy a hrany sledu nebudeme dále vypisovat. Sled (4) pak budeme zapisovat stručně bez závorek v_0, v_1, \dots, v_n .

Délkou sledu budeme rozumět počet hran, které se ve sledu vyskytují, přičemž každou hranu započítáme tolikrát, kolikrát se v posloupnosti objeví. Definice, tak jak je zformulovaná, nepřipouští sledy nekonečné délky (proč?). Na druhou stranu podle definice můžeme snadno definovat délku (v_0, v_n) -sledu (4) jako n . Obecnější definice sledu a délky sledu je ponechána jako Cvičení 2.1.1.

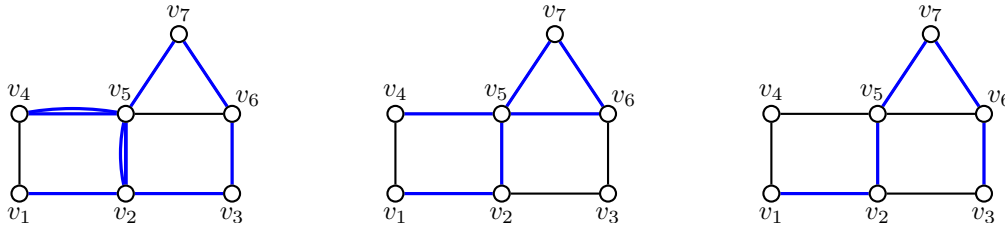
Definice *Tah* je sled, ve kterém se žádná hrana neopakuje. Tah s počátečním vrcholem u a koncovým vrcholem v budeme nazývat (u, v) -tah.

Slovo „tah“ souvisí s kreslením jedním tahem. Podrobněji se tomu tématu budeme věnovat v kapitole 11. V tahu se nemohou opakovat hrany, vrcholy se však opakovat mohou. Protože tah je speciální případ sledu, tak definice koncových, vnitřních vrcholů a uzavřeného tahu je analogická jako pro sled. *Délka tahu* je opět počet hran tahu, dokonce nemusíme uvažovat opakující se hrany.

Definice *Cesta* v grafu je sled, ve kterém se neopakují vrcholy. Cestu s počátečním vrcholem u a koncovým vrcholem v budeme nazývat (u, v) -cesta.

Někteří autoři důsledně rozlišují mezi pojmy *had* jako graf a *cesta* jako podgraf nějakého grafu. V tomto textu budeme pracovat jen s termínem *cesta*, z kontextu bude zřejmé, o který z obou významů se jedná. Zavedení pojmu koncových vrcholů, vnitřních vrcholů a *délky cesty* v grafu je analogické. Cestu délky $n - 1$ budeme značit P_n . Triviální sled délky 0 (neobsahuje žádnou hranu) se nazývá také *triviální cesta*. Nejkratší netriviální cesta (hrana spolu s oběma koncovými vrcholy) je délky 1.

V cestě se nemohou opakovat ani hrany ani vrcholy. Výjimkou je, pokud hovoříme o *uzavřené cestě* v grafu, neboli o *cyklu v grafu*. Jsou-li u, v sousední vrcholy v grafu G a P_n je nějaká (u, v) -cesta v G , která neobsahuje hranu uv , pak cesta P_n spolu s hranou uv tvoří cyklus C_n v grafu G . Při popisu cyklu C_n stačí zadat jen posloupnost n vrcholů, poslední (opakující se) vrchol obvykle nezapisujeme.



Obrázek 2.1.: Příklad sledu, tahu a cesty v grafu.

V grafu na Obrázku 2.1. je vlevo příklad sledu $v_1, v_2, v_5, v_7, v_6, v_3, v_2, v_5, v_4, v_5$, uprostřed je příklad tahu $v_1, v_2, v_5, v_7, v_6, v_5, v_4$ a vpravo je příklad cesty $v_1, v_2, v_5, v_7, v_6, v_3$. Každá cesta je tahem a každý tah je sledem. Opačné implikace obecně neplatí.

Při důkazu řady tvrzení využijeme následující tvrzení.

Lemma 2.1. *Existuje-li v grafu G mezi dvěma vrcholy (u, v) -sled, potom v G existuje také (u, v) -cesta.*

Důkaz je ponechán jako cvičení (Cvičení 2.1.2.). Postup, kdy ze sledu nebo z tahu S vynecháme hrany a dostaneme kratší sled, res. tah S' , se často používá. Říkáme, že dostaneme *podsled*, resp. *podtah* S' tahu S . Hrany podsledu S' nemusí ve sledu S následovat *bezprostředně* za sebou, avšak posloupnost vrcholů a hran podsledu tvoří podposloupnost v posloupnosti vrcholů a hran sledu S v tomto pořadí. Například sled $S_1 = v_1, v_2, v_5, v_7, v_6, v_3, v_2, v_5, v_4, v_5$, který je vlevo na Obrázku 2.1., obsahuje cestu v_1, v_2, v_5, v_4 , kterou dostaneme vynecháním úseku v_7, v_6, v_3, v_2, v_5 a úseku v_4, v_5 . Naproti tomu sled S_1 *neobsahuje* cestu v_1, v_2, v_3 , proč?

Sledy a cykly

Připomeňme, že sled jsme definovali jako posloupnost vrcholů a hran. Mějme dva sledy (u_1, v_1) -sled a (u_2, v_2) -sled. Jestliže vrchol v_1 je totožný s vrcholem u_2 , tak můžeme tyto dva sledy *navázat*. To znamená, že spojíme obě příslušné posloupnosti tak, že za posledním vrcholem (u_1, v_1) -sledu pokračujeme první hranou (u_2, v_2) -sledu. Vznikne (u_1, v_2) -sled. Pokud je navíc vrchol u_1 totožný s vrcholem v_2 , tak vznikne uzavřený sled. Všimněte si, že navázáním dvou sledů, tahu či cest vznikne opět sled, zatímco navázáním dvou tahu může, ale nemusí vzniknout tah a ani navázáním dvou cest nemusí vzniknout cesta. To je důvod, proč je pojem sledu zaveden.

Pro uzavřené sledy liché délky platí následující tvrzení.

Lemma 2.2. *Každý uzavřený sled liché délky obsahuje cyklus liché délky.*

Důkaz. Tvrzení ukážeme indukcí vzhledem k počtu hran sledu.

Základ indukce: V jednoduchém grafu má nejkratší uzavřený sled *liché délky* délku 3. V takovém sledu se nemůže žádná hrana opakovat, a proto se jedná o cyklus.

Indukční krok: Mějme nějaký uzavřený sled S liché délky k a předpokládejme, že pro všechny sledy liché délky menší než k tvrzení platí. Pokud se v uzavřeném sledu S neopakuje žádný vrchol, je samotný sled S cyklem liché délky a tvrzení platí. Pokud se nějaký vrchol v v uzavřeném sledu S opakuje alespoň dvakrát, rozdělíme uzavřený sled S na dva uzavřené (v, v) -podsledy. Protože sled S je liché délky, je jeden z těchto podsledů sudé délky a druhý je liché délky. Sled liché délky je kratší než S a podle indukčního předpokladu obsahuje lichý cyklus. \square

Je zajímavé si uvědomit, že uzavřený sled sudé délky nemusí obsahovat *žádný* cyklus, ale může vzniknout pouze opakováním hran (a koncových vrcholů). Vyskytuje-li se však v nějakém uzavřeném sledu libovolné délky některá hrana jen jednou (například v tahu), tak tento sled musí obsahovat cyklus. Důkaz tohoto tvrzení je ponechán jako Cvičení 2.1.5.

Otázka: Kde se v důkazu Lemmatu 2.2. použil předpoklad, že uzavřený sled je liché délky?

Cvičení

2.1.1. Zformulujte definici sledu tak, aby připouštěla existenci i nekonečného sledu. Pro konečné grafy by měl smysl definice zůstat zachován. Jak bude definována délka sledu?

2.1.2. Dokažte Lemma 2.1.: existuje-li v grafu G mezi dvěma vrcholy (u, v) -sled, potom v G existuje také (u, v) -cesta. Návod: Dokažte silnější tvrzení, že z každého (u, v) -sledu můžeme případným vynecháním vrcholů (a hran) dostat (u, v) -cestu.

2.1.3. Dokažte, že v jednoduchém grafu G vždy existuje cesta délky $\delta(G)$.

2.1.4.♥ Najděte nějaký graf G a takový uzavřený sled S v grafu G , že S neobsahuje cyklus.

2.1.5. Dokažte, že vyskytuje-li se v uzavřeném sledu S některá hrana pouze jednou, tak sled S obsahuje cyklus.

2.1.6.♥ Najděte příklad grafu G a vrcholu $v \in V(G)$ tak, že $\delta(G - v) > \delta(G)$.

2.1.7. Najděte příklad grafu G a vrcholu $v \in V(G)$ tak, že $\delta(G) = m$ a $\delta(G - v) = k$ pro libovolná čísla $k, m \in \mathbb{N}$, kde $k \geq m$.

2.1.8. Kolik různých cest existuje v kompletním grafu K_n mezi dvěma různými vrcholy u a v ?

2.1.9. Mějme netriviální souvislý graf. Označme $X = \prod_{u \neq v \in V(G)} \text{dist}(u, v)$ součin všech vzdáleností dvojic různých vrcholů. Jaké a) nejmenší, b) největší hodnoty může X nabývat? A pro jaké grafy? Svá tvrzení dokažte.

2.1.10. Mějme uzavřený sled W s alespoň jednou hranou, který neobsahuje cyklus jako podsled. Ukažte, že některá hrana sledu W se opakuje dvakrát bezprostředně za sebou (v opačném směru).

2.2. Souvislost a vzdálenost v grafu

Souvislost a dosažitelnost

Jestliže vrcholy grafu reprezentují reálné objekty a hrany reprezentují vztahy mezi nimi, přirozeně vyvstane otázka, zda graf tvoří jeden celek nebo zda se skládá z několika částí, které spolu nesouvisí. Dospějeme tak k pojmu souvislosti grafu.

Definice Souvislost

Řekneme, že vrchol v je *dosažitelný* z vrcholu u v grafu G , jestliže v G existuje (u, v) -sled. Graf G je *souvislý*, jestliže pro každou dvojici vrcholů $u, v \in V(G)$ existuje (u, v) -sled. V opačném případě je graf *nesouvislý*.

Můžeme říci, že graf je souvislý, jestliže každý vrchol v je dosažitelný z každého vrcholu u , případně z jednoho pevně zvoleného vrcholu u . V Kapitole 5. budeme dokonce rozlišovat „jak moc“ je graf souvislý. Jestliže graf není souvislý, tak je možno jej rozdělit na několik souvislých indukovaných podgrafů.

Definice Komponenta grafu

Řekneme, že L je *komponenta* grafu G , jestliže je L souvislý podgraf grafu G a současně pro každý souvislý podgraf W grafu G platí, že W je podgraf L a nebo vrcholové množiny podgrafů W a L jsou disjunktní. Počet komponent grafu G značíme $\omega(G)$.

Na Obrázku 2.2. vlevo je souvislý graf, vpravo je nesouvislý graf se třemi komponentami.



Obrázek 2.2.: Souvislý graf a nesouvislý graf se třemi komponentami.

Zavedeme relaci *dosažitelnosti* \simeq tak, že dva vrcholy v grafu jsou v relaci \simeq , jestliže jsou navzájem dosažitelné. Tato relace je relací ekvivalence (Cvičení 2.2.2.). Alternativně můžeme vrcholovou množinu každé komponenty definovat jako třídu rozkladu příslušného relaci \simeq a samotná komponenta bude podgraf indukovaný na této třídě. Graf je souvislý, má-li relace \simeq jedinou třídu rozkladu. Není těžké si rozmyslet, že obě definice jsou ekvivalentní.

Vzdálenost v grafu

V grafu, který reprezentuje komunikační síť, je velmi přirozené zjistit, jak blízko jsou jednotlivé vrcholy. vzdálenosti měříme délkou cest.

Definice vzdálenost v grafu

Vzdálenost vrcholu v od vrcholu u (nebo *vzdálenost mezi vrcholy* u a v) v grafu G je délka nejkratší (u, v) -cesty. Značíme ji $\text{dist}(u, v)$, případně $\text{dist}_G(u, v)$. Jestliže vrchol v není dosažitelný z u , definujeme $\text{dist}(u, v) = \infty$.

Definice je korektní, neboť pro každé dva dosažitelné vrcholy u, v nejkratší (u, v) -cesta existuje, a proto existuje i délka (u, v) -cesty. Tato délka je vždy nezáporné celé číslo. Pro nedosažitelné vrcholy neexistuje (u, v) -cesta, a proto délka (u, v) -cesty není definována, avšak podle definice je vzdálenost $\text{dist}(u, v) = \infty$.

Někdy se vzdálenost mezi vrcholy u a v značí jen $d(u, v)$. Všimněte si, že v definici můžeme nahradit slovo „cesta“ slovem „sled“ a význam definice zůstane zachován. Protože nejkratší sled je vždy cestou, je uvedená definice praktičtější. Všimněte si, že nejkratší (u, v) -sled existuje vždy, když existuje alespoň jeden (u, v) -sled, tj. když není $\text{dist}(u, v) = \infty$.

Metrika

V matematice je *metrika* taková funkce ρ , která přiřazuje vzdálenost každé dvojici prvků z dané množiny A a která má navíc určité vlastnosti. Množina A spolu s metrikou ρ se nazývá *metrický prostor*.

S různými metrikami se setkáváme i jiných matematických disciplínách. Například v analýze se pracuje s metrikou, která je sestavena pomocí absolutní hodnoty rozdílu dvou čísel. V geometrii se pracuje s metrikou, která je dána eukleidovskou vzdáleností dvou bodů a v algebře lze zavést různé metriky s využitím různých norem.

Definice *Metrika* ρ na množině A je zobrazení $\rho : A \times A \rightarrow \mathbb{R}$ (případně $\rho : A \times A \rightarrow \mathbb{R}^*$) takové, že $\forall x, y, z \in A$ platí

- $\rho(x, y) \geq 0$, přičemž $\rho(x, y) = 0$ právě tehdy, když $x = y$,
- $\rho(x, y) = \rho(y, x)$,
- $\rho(x, y) + \rho(y, z) \geq \rho(x, z)$.

Také vzdálenost v jednoduchém grafu zavedená v definici na straně 41 je metrika na množině vrcholů daného souvislého grafu.

Lemma 2.3. *Vzdálenost vrcholů v souvislém grafu G je metrika na množině $V(G)$.*

Důkaz tohoto lemmatu je ponechán jako Cvičení 2.2.4. Metriku lze rozšířit i pro nesouvislé grafy, musíme však správně zformulovat práci se vzdáleností ∞ (Cvičení 2.2.14.). Upozorníme jen, že symbolem \mathbb{R}^* rozumíme $\mathbb{R} \cup \{\infty\}$ a předpokládáme, že na množině $\mathbb{R} \cup \{\infty\}$ máme přirozeně nedefinované sčítání a porovnávání reálných čísel a ∞ .

Cvičení

2.2.1. Ukažte, že počet různých (u_i, u_j) -sledů délky k v grafu G je roven prvku a'_{ij} (v jiném značení $[A(G)^k]_{ij}$) matice $A(G)^k$, kde $A(G)$ je matice sousednosti grafu G a $A(G)^k$ je její k -tá mocnina, $k \in \mathbb{N}$.

2.2.2. Ukažte, že relace \simeq („být dosažitelný“) zavedená v textu na straně 41 je relací ekvivalence.

2.2.3. Na straně 40 byl nedefinován pojem souvislosti užitím sledů a alternativně užitím tříd ekvivalence relace dosažitelnosti \simeq (zavedena na straně 41). Ukažte, že obě definice souvislosti jsou ekvivalentní.

2.2.4. Dokažte Lemma 2.3., tj. že vzdálenost v souvislých grafech je metrika.

2.2.5. Dokažte, že $G = (V, E)$ je souvislý právě tehdy, když pro libovolný rozklad vrcholové množiny V na dvě množiny U a W existuje hrana $e = uw \in E$ taková, že $u \in U$ a $w \in W$. (Neprázdné množiny U a W tvoří rozklad V , jestliže $U \cup W = V$ a $U \cap W = \emptyset$).

2.2.6.* Kolik nejvíce hran může mít graf s n vrcholy a k komponentami? Dokažte.

2.2.7. Dokažte, že je-li $\delta(G) > \lfloor v(G)/2 \rfloor - 1$, tak graf G je souvislý.

2.2.8. Najděte takové sudé číslo n a takový nesouvislý graf G , že $n = v(G)$ a G je pravidelný graf stupně $(n/2 - 1)$.

2.2.9. Nechť u je vrchol lichého stupně v grafu G . Ukažte, že potom v G existuje (u, v) -cesta do vrcholu v , který je různý od u a je také lichého stupně.

2.2.10. Ukažte, že odebrání jedné hrany ze souvislého grafu dostaneme graf, který má nejvýše dvě komponenty.

2.2.11. Máme osmi litrovou nádobu s vínem a dvě prázdné nádoby – pětilitrovou a třilitrovou. Rozdělte osm litrů na čtyři a čtyři litry jen s užitím těchto nádob, bez použití odměrky. Úlohu namodelujte grafem, najděte nejkratší řešení a popište všechna přípustná řešení.

2.2.12. Změňte objem a) třilitrové b) pětilitrové nádoby tak, aby úloha ze Cvičení 2.2.11. neměla řešení. Najděte jiná než triviální řešení, kdy jsou některé dvě nádoby stejně velké.

2.2.13.* Kolik různých (u, v) -sledů délky k existuje mezi některými dvěma vrcholy u, v v grafu a) C_4 , b) C_5 , c) K_4 , d) $K_{2,2}$?

2.2.14. Na základě vzdálenosti v grafu sestavte definici metriky pro nesouvislé grafy, která bude zpětně konzistentní s metrikou v souvislých grafech (Cvičení 2.2.4.).

2.3. Excentricita, poloměr a průměr grafu

Vzdálenost mezi dvěma vrcholy v grafu měříme jako délku nejkratší cesty mezi nimi. Při řešení praktických problémů má smysl se podívat na extrémní vzdálenosti v grafu. S tím souvisí následující definice.

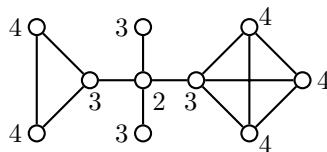
Definice Mějme graf G a vrchol $v \in V(G)$. *Excentricita* vrcholu v je největší ze všech vzdáleností v od ostatních vrcholů v G . Excentricitu značíme $\text{ecc}(v)$, případně $\text{ecc}_G(v)$.

Symbolicky můžeme excentricitu vrcholu v popsat

$$\text{ecc}(v) = \max_{u \in V(G)} \{\text{dist}(u, v)\}.$$

Uvědomte si, že v předchozí definici je vrchol v pevně daný, zatímco vrchol u je libovolný vrchol grafu G . Příslušné maximum je pak určeno pro každý vrchol v jednoznačně.

Excentricitě vrcholu se v literatuře říká také *výstřednost* vrcholu. V souvislých grafech je excentricita vrcholu v měřítkem, jak „daleko“ je k ostatním vrcholům v grafu (Obrázek 2.3.). Aby v grafu existovaly vrcholy s velkou excentricitou, musí mnoho hran v grafu chybět. Grafy s velkou excentricitou některých vrcholů jsou řídké, například stromy a cykly.



Obrázek 2.3.: Graf s vyznačenými excentricitami vrcholů.

Vrcholy s velkou excentricitou leží „na kraji“ grafu a vrcholy s malou excentricitou leží „uvnitř grafu“. Množina vrcholů, ze kterých je „blízko“ do všech ostatních vrcholů, je jakýmsi centrem grafu. Tuto vlastnost můžeme formalizovat.

Definice *Centrum* grafu je podgraf indukovaný na množině vrcholů s nejmenší excentricitou.

Je zřejmé, že v každém grafu centrum existuje, protože některé vrcholy mají excentricitu nejmenší. V grafu může existovat i více vrcholů, které mají nejmenší excentricitu, například v cyklu mají všechny vrcholy stejnou excentricitu a cyklus je totožný se svým centrem. Všimněte si, že podle uvedené definice je centrum grafu více než jen množina vrcholů, jedná se o *podgraf* daného grafu. V některé literatuře se centrum grafu definuje jen jako množina vrcholů s nejmenší excentricitou. V nesouvislých grafech mají všechny vrcholy stejnou excentricitu ∞ , a proto je nesouvislý graf totožný se svým centrem.

Otázky:

- Jaká je excentricita vrcholu v nesouvislém grafu?
- Může centrum grafu obsahovat více vrcholů, než je zbývajících vrcholů v grafu?
- Může centrum grafu G být totožné s celým grafem G ?
- Může centrum grafu být nesouvislý podgraf?
- Je rozdíl mezi vrcholem s nejmenší excentricitou a vrcholem s minimální excentricitou?

Definice Největší excentricita vrcholů v grafu G se nazývá *průměr* grafu a nejmenší excentricita se nazývá *poloměr* grafu G . Průměr grafu G se značí $\text{diam}(G)$ a poloměr $\text{rad}(G)$ (*diametr* a *radius*).

Průměr grafu se v některé literatuře nazývá *excentricita grafu*. Symbolicky můžeme průměr a poloměr grafu G popsat

$$\text{diam}(G) = \max_{v \in V(G)} \{\text{ecc}(v)\}, \quad \text{rad}(G) = \min_{v \in V(G)} \{\text{ecc}(v)\}.$$

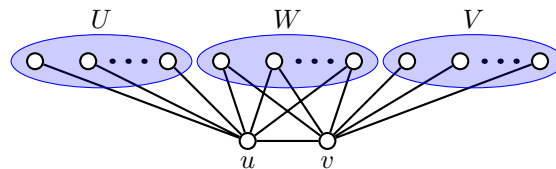
Nesouvislé grafy mají podle definice poloměr i průměr ∞ , tento triviální případ zpravidla nebudeme uvažovat a omezíme se na souvislé grafy. Jestliže si uvědomíme, že excentricita vrcholu v je maximum ze vzdáleností $\text{dist}(u, v)$ a vzdálenost vrcholů $\text{dist}(u, v)$ je minimum z množiny délek sledů mezi vrcholy u a v , tak nahlédneme, že hledání poloměru a průměru grafu bez obecné znalosti struktury grafu je pracné, jedná se o extrémální úlohy

$$\begin{aligned} \text{diam}(G) &= \max_{v \in V(G)} \max_{u \in V(G)} \min_{(u,v)\text{-cesty}} \{\text{délka } (u, v)\text{-cesty}\}, \\ \text{rad}(G) &= \min_{v \in V(G)} \max_{u \in V(G)} \min_{(u,v)\text{-cesty}} \{\text{délka } (u, v)\text{-cesty}\}. \end{aligned}$$

Je dobré si uvědomit, že vzdálenost je vlastnost každé dvojice vrcholů, excentricita je vlastnost každého vrcholu a poloměr i průměr jsou vlastnosti celého grafu. Jestliže průměr grafu G je roven číslu k , tak musí v grafu G existovat takové dva vrcholy u a v , že jejich vzdálenost je k , tj. délka nejkratší (u, v) -cesty je k . Takové cestě říkáme *diametrická cesta*. Je přirozené očekávat, že čím je v grafu více hran, tím menší je průměr grafu, a naopak grafy s velkým průměrem jsou řídké. Také je zřejmé, že graf a jeho doplněk nemohou oba mít „málo hran“. Následující věta pak ukazuje, že graf a jeho doplněk nemohou mít současně velké průměry.

Věta 2.4. *Je-li G graf s průměrem $\text{diam}(G) \geq 3$, pak platí $\text{diam}(\overline{G}) \leq 3$.*

Důkaz. Jestliže graf G není souvislý, nebo má průměr $\text{diam}(G) > 2$, tak v G existují nesousední vrcholy u a v , které nemají v G žádného společného souseda a $\text{dist}_G(u, v) \geq 3$. Všechny zbývající vrcholy můžeme rozdělit do tří množin U , V a W . Do množiny U dáme všechny vrcholy, které nejsou v G sousední s vrcholem u a jsou sousední s vrcholem v . Do V patří všechny vrcholy, které nejsou v G sousední s v a jsou sousední s u . A konečně do W dáme všechny vrcholy, které nejsou v G sousední ani s u ani s v . V doplňku \overline{G} jsou nyní všechny vrcholy v U sousední s u , u je sousední s v a všechny vrcholy z V jsou sousední s v . Vrcholy z W jsou v doplňku \overline{G} sousední s oběma vrcholy u a v (Obrázek 2.4.). Některá z množin může být prázdná, avšak každý vrchol grafu G je buď u , nebo v , nebo patří do některé ze tří množin U , V , nebo W , a proto ihned vidíme, že $\text{diam}(\overline{G}) \leq 3$. \square



Obrázek 2.4.: Určení průměru grafu \overline{G} (doplňku ke grafu G).

Ve Cvičení 2.3.8. ukážeme, že je-li průměr grafu alespoň 4, tak průměr doplňku je dokonce nejvýše 2. Následující věta ukazuje, že poloměr a průměr splňují nerovnosti, které bychom mohli nazvat intuitivní.

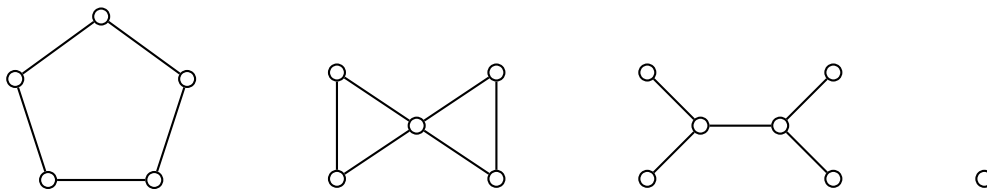
Věta 2.5. *V každém grafu G platí $\text{rad}(G) \leq \text{diam}(G) \leq 2 \text{rad}(G)$.*

Důkaz. Pro nespojitelné grafy platí tvrzení triviálně. První nerovnost plyne ihned z definice poloměru a průměru grafu. Při důkazu druhé nerovnosti využijeme, že vzdálenost v grafu je metrika (Cvičení 2.2.4.). Mějme libovolný vrchol c z centra grafu. Podle definice centra a poloměru je jeho excentricita $\text{ecc}(c) = \text{rad}(G)$. Průměr je největší z excentricit vrcholů a tato excentricita je realizována nějakou dvojicí vrcholů u, v , tj. platí $\text{diam}(G) = \text{ecc}(u) = \text{dist}(u, v)$. Pro libovolnou dvojici vrcholů u, v v grafu G však platí (s využitím trojúhelníkové nerovnosti)

$$\text{dist}(u, v) \leq \text{dist}(u, c) + \text{dist}(c, v) \leq \text{ecc}(c) + \text{ecc}(c) = 2 \text{rad}(G),$$

a proto $\text{diam}(G) \leq 2 \text{rad}(G)$. □

Pro každou z nerovností ve Větě 2.5. (případně žádnou nebo i obě) může nastat rovnost. Příklady takových grafů jsou na Obrázku 2.5. Ve Cvičení 2.3.3. ukážeme, že obě hodnoty $\text{rad}(G)$ a $\text{diam}(G)$ mohou nabývat libovolných hodnot v mezích stanovených Větou 2.5.



Obrázek 2.5.: Příklady grafů s různými vztahy mezi poloměry a průměry.

Cvičení

2.3.1. Ukažte, že doplněk nespojitelného grafu je souvislý.

2.3.2. Určete poloměr a průměr následujících grafů: a) grafy na Obrázku 2.5., b) kompletní graf K_n , c) Q_n hyperkrychle řádu n .

2.3.3. Dokažte, že pro libovolná přirozená čísla n, m , která splňují podmínku $n \leq m \leq 2n$, existuje takový graf G , že $\text{rad}(G) = n$ a $\text{diam}(G) = m$.

2.3.4. Mějme dáno přirozené číslo k . Najděte příklad grafu, ve kterém má centrum právě k komponent.

2.3.5. Mějme dáno přirozené číslo d . Najděte příklad grafu G , ve kterém je centrum tvořeno dvěma vrcholy jejichž vzdálenost v grafu G je d .

2.3.6.♥ Ukažte, že je-li graf H podgrafem grafu G , tak pro každé dva vrcholy $z V(H)$ platí $\text{dist}_G(u, v) \leq \text{dist}_H(u, v)$.

2.3.7.♥ Najděte takový příklad grafu G a jeho podgrafu H , že a) $\text{diam}(G) < \text{diam}(H)$, b) $\text{diam}(G) > \text{diam}(H)$.

2.3.8. Ukažte, že je-li G graf s průměrem $\text{diam}(G) \geq 4$, tak potom platí $\text{diam}(\overline{G}) \leq 2$.

2.3.9. Ukažte, že má-li graf G poloměrem $\text{rad}(G) \geq 3$, tak potom platí $\text{rad}(\overline{G}) \leq 2$.

2.3.10. Ukažte, že excentricita dvou sousedních vrcholů se liší nejvýše o jedna.

2.3.11. Platí některá z následujících implikací? a) Je-li graf pravidelný, pak všechny jeho vrcholy mají stejnou excentricitu. b) Mají-li všechny vrcholy daného grafu stejnou konečnou excentricitu, pak se jedná o pravidelný graf.

2.3.12. Máme dán graf G . Najděte takový jeho nadgraf N , že G je centrem grafu N .

2.3.13.♥ Najděte příklad netriviálního grafu G , pro který platí $\text{diam}(G) \leq 2$ a současně $\text{diam}(\overline{G}) \leq 2$.

2.3.14. Určete poloměr a průměr všech grafů platónských těles.

Kapitola 3. Stromy, cykly a bipartitní grafy

Stromy patří ke strukturám, se kterými se setkáváme nejen v přírodě, ale i v řadě aplikací: třídící a rozhodovací algoritmy, rodokmeny, . . . Všechny příklady mají jedno společné: příslušná struktura neobsahuje (nebo by neměla obsahovat) objekty spojené „v kruhu“. Takový „uzavřený kruh“ nebo „cyklus“ by odpovídal nekonečné smyčce v algoritmu, incestu v rodokmenu, a podobně.

3.1. Stromy

V této kapitole se budeme věnovat strukturám, které neobsahují cyklus. Ukážeme, že právě tato jednoduchá podmínka spolu se souvislostí stačí, abychom popsalí strukturu „stromu“.

Definice Graf se nazývá *acyklický*, jestliže žádný jeho podgraf není cyklus. Acyklický graf se nazývá *les*. Souvislý acyklický graf se nazývá *strom*.

Strom budeme obvykle označovat T , případně T_n , pokud budeme chtít zdůraznit, že se jedná o strom s n vrcholy.

Podle definice les je takový graf, jehož každá komponenta je stromem. To je snadné si zapamatovat. Definici bychom mohli alternativně vyslovit takto: acyklický graf je les, souvislý les je strom⁶, což se pamatuje jen o málo hůř.

Ačkoli je definice stromu poměrně jednoduchá, jeho struktura je natolik zajímavá, že můžeme vyslovit celou řadu netriviálních tvrzení. Začneme dvěma jednoduchými pozorováními, které využijeme při (indukčních) důkazech celé řady dalších tvrzení.

Lemma 3.1. Každý strom s alespoň dvěma vrcholy má nejméně jeden vrchol stupně 1.

Důkaz. Důkaz povedeme sporem. Vezměme nějakou nejdelsí cestu $P = v_1, v_2, \dots, v_k$ v grafu T_n . Pokud by T_n neobsahoval žádný vrchol stupně 1 (a protože má alespoň dva vrcholy, tak ani stupně 0), musí být koncový vrchol v_k cesty P stupně alespoň 2. Vrchol v_k má tedy kromě vrcholu v_{k-1} ještě jednoho souseda mezi vrcholy v_1, v_2, \dots, v_{k-2} , jinak by nebyla P nejdelsí. Označme jej v_ℓ . Potom ale $v_\ell, v_{\ell+1}, \dots, v_k, v_\ell$ tvoří cyklus v T_n , což je ve sporu s definicí stromu. \square

Strom s jediným vrcholem se nazývá *triviální strom*. V opačném případě budeme strom nazývat *netriviální*. Vrchol stupně 1 v grafu se nazývá *list*. Triviální strom je natolik výjimečný, že někteří autoři jej za strom nepovažují, protože celá řada tvrzení platí pro všechny stromy s výjimkou triviálního stromu. Lemma 3.1. můžeme přeformulovat: v každém netriviálním stromu existuje alespoň jeden list. Ve Cvičení 3.1.1. ukážeme, že v každém netriviálním stromu existují dokonce alespoň dva listy.

Lemma 3.2. Odebráním libovolného listu z netriviálního stromu s n vrcholy dostaneme strom s $n - 1$ vrcholy.

Důkaz. Mějme libovolný list v netriviálního stromu T_n . Označíme $T_{n-1} = T_n - v$. List v se jistě nenachází na žádné cestě, která spojuje nějaké dva jiné vrcholy x, y stromu T_n (proč?). Proto je každá (x, y) -cesta v T_n také v T_{n-1} a T_{n-1} souvislý. Navíc odebráním jednoho vrcholu a jedné hrany jistě nevznikne cyklus. Ukázali jsme, že graf T_{n-1} je souvislý a acyklický, a je proto stromem s $n - 1$ vrcholy. \square

Definice stromu je sice výstižná, není ale šikovná pro algoritmické ověření, zda daný graf je nebo není strom. Existenci cyklu v grafu není snadné pro velké grafy vyvrátit. Následující věta udává další podmínky, které jsou ekvivalentní definici stromu. Jedná se o účinný arzenál podmínek pro ověřování, zda nějaký graf je nebo není strom.

Věta 3.3. Nechť T_n je graf s n vrcholy. Potom následující tvrzení jsou ekvivalentní:

- (i) T_n je strom,
- (ii) T_n je acyklický a souvislý,

6

Některé druhy stromů mají několik kmenů, které vyrůstají ze společného kořenového systému. Jednotlivé stromy (kmeny) jsou proto geneticky identické a je možno je považovat za jeden organismus. Největší známá taková kolonie je osika ve státě Utah, které se říká „Pando“. Tento „souvislý les“ roste na rozloze přibližně 0.43 km². Odhaduje se, že celková váha živé hmoty je asi 6 000 tun.

Viz také http://en.wikipedia.org/wiki/Largest_organism.



- (iii) T_n je acyklický a má $n - 1$ hran,
 (iv) T_n je souvislý a má $n - 1$ hran,
 (v) T_n je souvislý a vynecháním libovolné hrany se souvislost poruší.

Důkaz. Tvrzení (i) a (ii) jsou ekvivalentní, protože se jedná o definici stromu. Dále ukážeme platnost implikací (ii) \Rightarrow (iii), (iii) \Rightarrow (iv), (iv) \Rightarrow (ii) a nakonec (ii) \Rightarrow (v) a (v) \Rightarrow (ii). Tím bude důkaz kompletní (proč?).

„(ii) \Rightarrow (iii)“ Stačí ukázat, že strom má $n - 1$ hran. Tvrzení dokážeme indukcí vzhledem k počtu vrcholů. *Základ indukce:* Triviální strom má $n - 1 = 0$ hran.

Indukční krok: Netriviální strom T_n s n vrcholy musí obsahovat list v (podle Lemmatu 3.1.) a jeho odebráním (a odebráním jediné incidentní hrany) dostaneme podle Lemmatu 3.2. strom $T_{n-1} = T_n - v$ s $n - 1$ vrcholy, který má dle indukčního předpokladu $n - 2$ hran. Strom T_n má proto $n - 2 + 1 = n - 1$ hran a tvrzení platí.

„(iii) \Rightarrow (iv)“ Stačí ukázat, že acyklický graf s $n - 1$ hranami je souvislý. Předpokládejme, že T_n má k komponent S_1, S_2, \dots, S_k . Každá komponenta je souvislá a podle předpokladu také acyklická, a je proto strom. Počet vrcholů komponenty S_i označíme n_i , kde $i = 1, 2, \dots, k$. Podle již dokázané implikace (ii) \Rightarrow (iii) víme, že každá komponenta S_i obsahuje $n_i - 1$ hran. Sečteme všechny hrany v grafu T_n

$$\sum_{i=1}^k |E(S_i)| = \sum_{i=1}^k (n_i - 1) = \left(\sum_{i=1}^k n_i \right) - \sum_{i=1}^k 1 = n - k.$$

a porovnáme s počtem hran v grafu T_n , kterých je $n - 1$. Dostaneme $k = 1$, proto má graf T_n jedinou komponentu, což znamená, že je souvislý.

„(iv) \Rightarrow (ii)“ Ukážeme sporem, že T_n je acyklický. Pokud by T_n obsahoval cyklus, tak vynecháním libovolné hrany uv cyklu neporušíme souvislost (obsahovala-li nějaká cesta mezi dvěma vrcholy v grafu T_n hranu uv , stačí v ní tuto hranu nahradit (u, v) -sledem). Odebírání hran opakujeme, dokud nedostaneme souvislý acyklický graf (strom), který má nejvýše $n - 2$ hran (alespoň jednu jsme odebrali!). To je však ve sporu s již dokázanými implikacemi (ii) \Rightarrow (iii) \Rightarrow (iv), podle kterých má T_n právě $n - 1$ hran.

„(ii) \Rightarrow (v)“ Nepřímo ukážeme, že odebráním libovolné hrany souvislého acyklického grafu se poruší souvislost. Jestliže odebráním hrany uv se souvislost neporuší, tak (u, v) -cesta v grafu $T_n - uv$ spolu s hranou uv tvoří cyklus v T_n , a proto T_n není acyklický graf a není strom.

„(v) \Rightarrow (ii)“ Postupujeme opět nepřímo. Pokud graf T_n není acyklický, obsahuje cyklus C a vynecháním libovolné hrany uv cyklu C souvislost grafu neporušíme, protože obsahuje-li některý sled mezi dvěma vrcholy grafu T_n hranu uv , tak ji můžeme nahradit (u, v) -cestou z cyklu C . \square

Všimněte si, že ze tří vlastností: souvislost, acykličnost a mít $n - 1$ hran, kterékoliv dvě definují strom. Navíc stromy mají výsadní postavení na hranici souvislosti a acykličnosti.

- ze stromu už nemůžeme žádnou hranu vynechat: porušila by se souvislost.
- do stromu nemůžeme žádnou hranu přidat: porušila by se acykličnost.

Díky souvislosti víme, že ve stromu existuje mezi každými dvěma vrcholy cesta, naproti tomu acykličnost stromu zajistí, že putování ve stromu je velmi omezené. Následuje další nutná a postačující podmínka pro to, aby graf byl strom.

Věta 3.4. *Graf je strom právě tehdy, když mezi každými dvěma jeho vrcholy existuje právě jedna cesta.*

Důkaz. Věta má tvar ekvivalence, musíme dokázat obě implikace.

„ \Rightarrow “ Nepřímo: pokud mezi některými dvěma vrcholy grafu G existují alespoň dvě různé cesty P_1, P_2 (liší se alespoň jednou hranou), tak jejich navázáním dostaneme uzavřený sled. Vyskytuje-li se v tomto uzavřeném sledu například hrana uv jen jednou, tak odebráním hrany uv dostaneme ze sledu otevřený (u, v) -sled. Podle Lemmatu 2.1. můžeme případným vynecháním vrcholů z (u, v) -sledu dostat (u, v) -cestu. Tato (u, v) -cesta neobsahuje hranu uv . Nyní je zřejmé, že hrana uv spolu s (u, v) -cestou tvoří cyklus v grafu G , a proto G není strom.

„ \Leftarrow “ Opět nepřímo: Pokud graf není strom, potom buď není souvislý a mezi některými dvěma vrcholy neexistuje ani jedna cesta, nebo obsahuje cyklus, a potom mezi každými dvěma vrcholy cyklu existují alespoň dvě různé cesty. \square

Následující věta je jednoduchým důsledkem Věty 3.4.

Důsledek 3.5. *Mějme nějaký strom T na alespoň třech vrcholech. Přidáním jedné hrany do stromu T vznikne právě jeden cyklus.*

Důkaz. Protože mezi libovolnými dvěma vrcholy u, v stromu T existuje právě jedna (u, v) -cesta, tak přidáním hrany uv dostaneme cyklus. Naopak, pokud by přidáním hrany uv vznikly alespoň dva cykly (liší se alespoň jednou hranou, ale nemusí být nutně hranově disjunktní), oba musí obsahovat hranu uv a odebráním uv z každého cyklu bychom dostali různou (u, v) -cestu ve stromu T , což není možné. \square

Otázka: Kde se v důkazu Důsledku 3.5. použila Věta 3.4.?

V kapitole 2.3. jsme zavedli excentricitu vrcholu, poloměr a průměr grafu. Pro stromy jsou obecné definice těchto pojmů samozřejmě stejné, avšak vzhledem ke struktuře stromů můžeme některá tvrzení zpřísnit. Ve stromu s alespoň třemi vrcholy je vždy $\text{rad}(G) < \text{diam}(G)$ (Cvičení 3.1.16.).

Na straně 42 jsme definovali centrum grafu. V rámci cvičení jsme ukázali, že centrum obecného grafu může obsahovat libovolný počet vrcholů. Pro stromy je opět situace jednodušší, jak ukazuje následující tvrzení.

Věta 3.6. *Centrum stromu je buď jediný vrchol a nebo dva vrcholy spojené hranou.*

Důkaz. Tvrzení dokážeme indukcí vzhledem k počtu vrcholů.

Základ indukce: Pro graf s jedním nebo dvěma vrcholy tvrzení platí triviálně, neboť celý strom je centrem.

Indukční krok: Mějme strom T na alespoň třech vrcholech. Sestavme strom T' , který vznikne ze stromu T odstraněním všech listů (tomuto procesu se říká *holení*).

Ukážeme, že stromy T a T' mají stejné centrum. Podle Lemmatu 3.2. je T' také strom. Protože z každé cesty zůstanou vnitřní vrcholy, zůstane v T' alespoň jeden vrchol.

Pro každý vrchol v ve stromu T jsou nejvzdálenější vrcholy listy, jinak bychom mohli cestu z vrcholu v prodloužit do vzdálenějšího vrcholu. Protože jsme z grafu T odstranili všechny listy a žádná cesta mezi zbývajících vrcholy neobsahuje list jako vnitřní vrchol, musí pro každý vrchol v ve stromu T' platit $\text{ecc}_{T'}(v) = \text{ecc}_T(v) - 1$. Navíc excentricita listu ve stromu je větší než excentricita jeho sousedního vrcholu (Cvičení 3.1.15.). To znamená, že vrcholy s nejmenší excentricitou ve stromu T' jsou stejné jako vrcholy s nejmenší excentricitou ve stromu T , a proto stromy T a T' mají stejné centrum. Tvrzení plyne z principu matematické indukce. \square

Důkaz Věty 3.6. nám dává návod, jak centrum stromu najít. Máme-li triviální strom nebo strom na dvou vrcholech, je centrum celý graf. Jinak postupným holením stromu, kdy v každém kroku odebereme všechny listy, dostaneme po $\lfloor \text{diam}(T)/2 \rfloor$ krocích centrum stromu.

Otázky:

- Je diametrická cesta ve stromu určena jednoznačně?
- Může v nějakém stromu na alespoň třech vrcholech být poloměr roven průměru?

Cvičení

3.1.1. Dokažte, že každý netriviální strom má nejméně dva listy.

3.1.2. Bez použití Věty 3.3. dokažte, že graf T_n s n vrcholy je strom právě tehdy, jestliže má $n - 1$ hran a je souvislý.

3.1.3. Bez použití Věty 3.3. dokažte, že graf T_n s n vrcholy je strom právě tehdy, jestliže má $n - 1$ hran a je acyklický.

3.1.4. Dokažte, že strom T_n na alespoň třech vrcholech je cesta právě tehdy, když $\Delta(T_n) = 2$.

3.1.5. Dokažte, že strom T_n je hvězdou (hvězda je strom, obsahující nejvýše jeden vrchol stupně vyššího, než 1) právě tehdy, když $\Delta(T_n) = n - 1$.

3.1.6. Mějme strom T_n a necht' $\Delta(T_n) = k$. Dokažte, že potom T_n obsahuje alespoň k vrcholů stupně 1.

3.1.7. Dokažte, že strom T_n je netriviální cesta právě tehdy, když obsahuje přesně dva vrcholy stupně 1.

3.1.8. Necht' F_n je les s k komponentami. Dokažte, že $h(F_n) = n - k$.

3.1.9. Charakterizujte třídu grafů, pro které platí, že každý jejich souvislý podgraf je jejich indukovaným podgrafem.

3.1.10. Nechť T_n je netriviální strom s n vrcholy a v je jeho vrchol takový, že $\deg(v) = k$. Dokažte, že $\omega(T_n - v) = k$.

3.1.11. Použijte výsledek (předcházejícího) Cvičení 3.1.10. k důkazu implikace (ii) \Rightarrow (iii) ve Větě 3.3.

3.1.12. Dokažte, že má-li graf G s alespoň jednou hranou všechny vrcholy sudého stupně, potom G obsahuje cyklus.

3.1.13. Dokažte, že je-li $\delta(G) \geq 2$, potom G obsahuje cyklus.

3.1.14. Mějme graf G . Dokažte, že je-li $\delta(G) \geq 2$, potom G obsahuje dokonce i cyklus délky alespoň $\delta(G) + 1$.

3.1.15. Ukažte, že ve stromu T s alespoň třemi vrcholy je excentricita listového vrcholu vždy větší, než excentricita sousedního vrcholu.

3.1.16. Ukažte, že ve stromu T s alespoň třemi vrcholy je vždy $\text{rad}(T) < \text{diam}(T)$.

3.1.17. Mějme strom T , jehož každý vrchol je lichého stupně. Ukažte, že odebráním libovolné hrany e stromu T dostaneme graf, který má právě dvě liché komponenty. Lichá komponenta má lichý počet vrcholů.

3.1.18. Mějme strom T , který obsahuje vrcholy pouze dvou stupňů: 1 a k . Určete, jakých hodnot může nabývat počet vrcholů n stromu T .

3.1.19. Mějme netriviální strom T , ve kterém je každý list sousední s nějakým vrcholem stupně alespoň 3. Ukažte, že ve stromu T existují alespoň dva listy sousední se společným sousedním vrcholem.

3.1.20. Mějme strom T s $2k$ vrcholy lichého stupně. Dokažte, že strom T je možno rozložit na k cest.

3.1.21. Dokažte nebo vyvráťte následující tvrzení: každý graf, který má méně hran než vrcholů, obsahuje alespoň jednu komponentu, která je stromem.

3.1.22. Mějme strom T se sudým počtem vrcholů. Ukažte, že ve stromu T existuje faktor, který má všechny vrcholy lichého stupně. Ukažte také, že tento faktor je jediný.

3.1.23. Mějme strom T se sudým počtem vrcholů. Ze stromu T odebereme všechny hrany, které spojují dvě komponenty se sudým počtem vrcholů. Ukažte, že výsledný faktor má všechny vrcholy lichého stupně a je jediný. Proč je důležité, aby strom T měl sudý počet vrcholů?

3.2. Kostry

V minulé podkapitole jsme ukázali, že stromy mají výsadní postavení na hranici souvislosti a acykličnosti: ze stromu není možné žádnou hranu vynechat aniž by se porušila souvislost a do stromu není možné žádnou hranu přidat aniž by se porušila acykličnost. Má proto smysl hledat v souvislém grafu podgraf, který je strom. Takový podgraf zůstane souvislý a přitom vyřadíme „nadbytečné“ hrany.

Definice Mějme graf G . *Kostrou* grafu G nazveme každý jeho faktor, který je současně stromem.

Z definice ihned vidíme, že kostra existuje pouze pro všechny souvislé grafy (Cvičení 3.2.1.), nesouvislé grafy kostru nemají. Z předchozích kapitol víme, že kostra je speciální podgraf grafu G :

- kostra je faktor (obsahuje všechny vrcholy grafu G),
- kostra je souvislá (mezi každými dvěma vrcholy grafu G existuje cesta, která obsahuje jen hrany kostry),
- kostra je acyklická.
- pro pevně zvolenou kostru grafu G je cesta mezi dvěma vrcholy po hranách kostry určena jednoznačně,

Kostry grafu využijeme například při sestavování soustavy lineárně nezávislých rovnic z Kirchhoffových zákonů. Nejprve najdeme kostru v grafu reprezentujícím elektrickou síť, a potom přidáváme různé hrany tak, abych uzavřeli různé obvody a pro každý sestavíme lineární rovnici.

Mějme dán graf G . Úloha najít nějakou kostru grafu G je dobře známá. Existují algoritmy, které najdou kostru grafu s n vrcholy a m hranami v čase řádově $O(m + n)$ (Cvičení 3.2.4.). Dokonce je možno v čase $O((m + n) \log n)$ najít minimální kostru hranově ohodnoceného grafu G . Problému nalezení minimální kostry se v tomto textu nebudeme věnovat. Naproti tomu ukážeme, jak určit počet všech koster kompletního grafu, jestliže rozlišujeme jeho vrcholy.

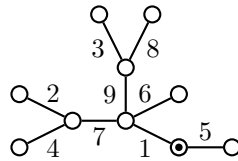
V důkazu následujícího tvrzení budeme pracovat s *kořenovým stromem*, což je dvojice (T, r) , kde T je nějaký strom a $r \in V(T)$ je *kořen* stromu T . V každém kořenovém stromu můžeme všechny hrany (dle Věty 3.4. jednoznačně) zorientovat, například od listů ke kořenům.

Věta 3.7. Cayleyho vzorec

Pro každé $n \geq 2$ je počet různých stromů s n vrcholy roven n^{n-2} .

Důkaz. Důkaz provedeme metodou dvojího počítání. Dvěma způsoby spočítáme tzv. *povykosy* (postup výroby kořenových stromů) s n vrcholy.

Nejprve vyrobíme kořenový strom tak, že mezi vrcholy postupně nakreslíme hrany a jeden vrchol zvolíme za kořen. Na Obrázku 3.1. je kořen vyznačen puntíkem. Vezměme libovolný strom T_n s n vrcholy. Strom T_n má $n - 1$ hran, které můžeme postupně přidat v libovolném pořadí. Počet takových pořadí je $(n - 1)!$. Za kořen r můžeme vybrat libovolný z n vrcholů. Označíme-li $k(n)$ počet různých stromů s n vrcholy, tak počet různých povykosů je $n(n - 1)!k(n)$ (nezávislé volby: $k(n)$ různých koster; n možností, jak zvolit kořen; $(n - 1)!$ pořadí, jak přidat hrany).



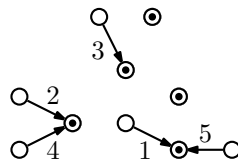
Obrázek 3.1.: Kořenový strom s n vrcholy a postupně přidanými $n - 1$ hranami.

V kořenovém stromu (T_n, r) zorientujeme hrany od listů ke kořenu. Přitom z žádného vrcholu jistě nemůže vést více než jedna hrana, přichozích hran může být libovolný počet.

Povykosy můžeme sestavovat druhým způsobem, kdy přidáváme orientované hrany mezi n izolovaných vrcholů. Na Obrázku 3.2. jsou kořeny komponent opět vyznačeny puntíkem. Současně dbáme ta to, aby v každé komponentě takto sestavovaného lesa byl právě jeden vrchol (kořen komponenty), ze kterého žádná orientovaná hrana nevychází. Přidáme-li v nějakém kroku novou orientovanou hranu mezi dvě komponenty, koncový vrchol hrany můžeme zvolit libovolně, ale výchozí vrchol můžeme volit pouze mezi kořeny zbývajících $i - 1$ komponent. Při konstrukci povykosu přidáme celkem $n - 1$ hran (poslední hranu přidáváme mezi dvě komponenty) a existuje proto

$$\underbrace{(n(n - 1)) \cdot (n(n - 2)) \cdots (n \cdot 1)}_{n-1} = \prod_{i=2}^n n(i - 1) = n^{n-1}(n - 1)!$$

různých způsobů sestavení povykosů.



Obrázek 3.2.: Kořenový „les“ s n vrcholy a několika přidanými orientovanými hranami.

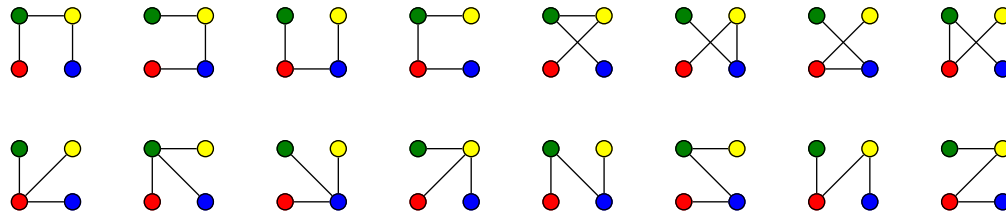
Dvěma různými způsoby jsme spočítali počet stejných objektů. Porovnáme oba vztahy a dostaneme

$$n(n - 1)!k(n) = n^{n-1}(n - 1)!$$

$$k(n) = n^{n-2}.$$

Tento důkaz z roku 1998, jehož autorem je Jim Pitman, je asi nejkratší ze známých důkazů Cayleyho vzorce. □

Cayleyho vzorec udává obecný vztah pro počet koster kompletního grafu. Například graf K_4 má 16 koster, jestliže rozlišíme vrcholy čtyřmi barvami (Obrázek 3.3.). Pokud bychom vrcholy nerozlišovali, existují



Obrázek 3.3.: Graf K_4 má 16 různých koster.

jen dva stromy na čtyřech vrcholech, které se liší svou strukturou: P_4 a $K_{1,3}$. Co to znamená „lišit se strukturou“ rozebereme podrobně v kapitole 4.

Otázka: V důkazu Věty 3.5. se při počítání powykosů druhým způsobem přidává v každém kroku orientovaná hrana $n(i - 1)$ způsoby. Vysvětlete, proč hledaný počet není $i(n - 1)$, tj. proč není správně postup, kdy za výchozí vrchol zvolíme některý z kořenů i komponent a za koncový vrchol zvolíme libovolný z $n - 1$ zbývajících vrcholů.

Ze Cvičení 3.2.4. plyne, že každý souvislý graf má kostru. Snadno nahlédneme, že každý strom T_n je kostrou nějakého grafu (například sebe sama nebo kompletního grafu s n vrcholy, kde $n = |V(T_n)|$). Následující věta dává postačující podmínku pro to, aby strom daný byl podgrafem nějakého grafu.

Věta 3.8. *Mějme strom T s k hranami a graf G . Je-li $\delta(G) \geq k$, tak T je podgrafem G .*

Důkaz tohoto tvrzení je ponechán jako Cvičení 4.1.10. Všimněte si, že opačné tvrzení neplatí. Například cesta P_6 má 5 hran a je podgrafem cyklu C_6 , přičemž $\delta(C_6) = 2 \not\geq 5$. Na druhou stranu nerovnost ve Větě 3.8. není možno zpřísnit, protože například hvězda $K_{1,k}$ má k hran, K_k má $\delta(K_k) = k - 1$, ale $K_{1,k}$ jistě není podgrafem K_k (proč?).

Cvičení

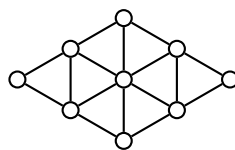
3.2.1.♥ Ukažte, že každý souvislý graf má nějakou kostru.

3.2.2. Kolik koster má unicyklický graf? (Unicyklický graf obsahuje jediný cyklus.)

3.2.3. Kolik koster má bicyklický (graf s právě dvěma cykly) graf? Nápověda: které možnosti musíme rozlišit?

3.2.4. Navrhněte algoritmus pro hledání kostry (ne nutně minimální) souvislého grafu, který pracuje se složitostí řádově $O(m + n)$.

3.2.5. Je možno graf G na Obrázku 3.4. rozložit a) na dvě kostry; b) na dvě kostry se stejnou strukturou (na dvě izomorfní kostry)?

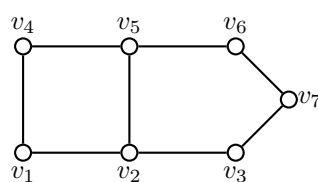


Obrázek 3.4.: Graf G na devíti vrcholech.

3.2.6. Kolik koster má kompletní graf s alespoň dvěma vrcholy bez jedné pevně zvolené hrany?

3.2.7. Máme kompletní graf K_n a takovou množinu jeho koster T_1, T_2, \dots, T_k , že každá hrana grafu K_n patří do nějaké kostry přičemž žádné dvě kostry nemají společnou hranu. Ukažte, že a) n je sudé, b) pro n dělitelné 4 je mezi vrcholy koster T_1, T_2, \dots, T_k alespoň n vrcholů sudého stupně.

3.2.8. Mějme graf G na Obrázku 3.5. Určete počet a) počet neizomorfních koster grafu G , b) počet koster grafu G , jestliže rozlišujeme vrcholy.



Obrázek 3.5.: Graf G .

3.2.9. Mějme souvislý graf G s alespoň třemi vrcholy. Dokažte, že pro každou kostru T grafu G a hranu $e \in E(G) \setminus E(T)$ existují dvě takové hrany $e', e'' \in E(T)$, že $T - e' + e$ i $T - e'' + e$ jsou opět kostry grafu G .

3.3. Cykly a bipartitní grafy

Na straně 28 jsme nadefinovali bipartitní graf. Všimněte si, že hrany bipartitního grafu (pokud existují) mohou spojovat pouze vrcholy z různých partit, žádná hrana nespojuje dva vrcholy ve stejné partitě.

Šikovnou pomůckou při práci s bipartitními grafy jsou barvy vrcholů. Můžeme předpokládat, že vrcholy bipartitního grafu jsou obarveny dvěma barvami, všechny vrcholy v jedné partitě vždy stejnou barvou. Hrany pak spojují pouze dva vrcholy *různých* barev, nikdy dva vrcholy stejné barvy. Naopak, jestliže se nám podaří obarvit všechny vrcholy nějakého grafu G dvěma barvami tak, aby žádná hrana nespojovala dva vrcholy stejné barvy, tak víme, že graf G je bipartitní. Partity jsou určeny právě barvami. Rozdělení vrcholů do obou partit je pro souvislé bipartitní grafy určeno jednoznačně až na pořadí partit, pro nesouvislé grafy existuje více možností, jak vrcholy do partit rozdělit.

Graf je podle definice strom právě tehdy, když neobsahuje žádné cykly. Následující věta udává nutnou a postačující podmínku pro to, aby graf byl bipartitní. Všimněte si, že omezení se týká jen cyklů liché délky.

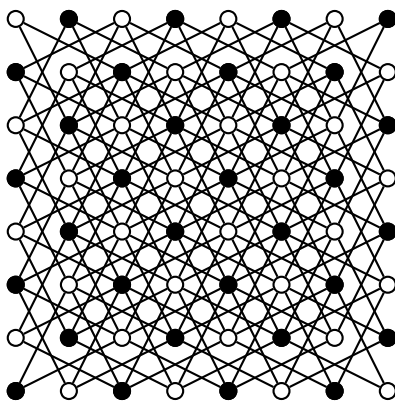
Věta 3.9. *Netriviální graf je bipartitní právě tehdy, když neobsahuje cykly liché délky.*

Důkaz. Tvrzení je ekvivalence, musíme dokázat obě implikace.

„ \Rightarrow “ Postupujeme přímo. Mějme bipartitní graf $G = (U \cup W, E)$. Vrcholy každého sledu (a proto i každé cesty) v G jsou střídavě z množiny U a W , protože všechny hrany jsou jen mezi partitami U a W . Bez újmy na obecnosti můžeme předpokládat, že první vrchol patří do množiny U , potom druhý a každý sudý vrchol sledu patří do množiny W . Všechny sledy, jejichž poslední vrchol patří do U , jsou sudé délky. Pokud je sled uzavřený, musí se „vrátit“ do partity U a musí proto obsahovat sudý počet hran. Protože cyklus je speciálním případem uzavřeného sledu, tak bipartitní graf neobsahuje cykly liché délky.

„ \Leftarrow “ Mějme graf G , který neobsahuje liché cykly. Vrcholy grafu rozdělíme do dvou množin U a W a ukážeme, že koncové vrcholy všech hran grafu budou z různých množin, tedy z různých partit. Triviální komponenty můžeme přidat do libovolné množiny, bez újmy na obecnosti do množiny U . Je-li u libovolný vrchol netriviální komponenty L , tak pro všechny vrcholy $v \in V(L)$ určíme $\text{dist}(u, v)$. Do množiny U dáme všechny takové vrcholy komponenty L , které mají sudou hodnotu $\text{dist}(u, v)$ a do množiny W vrcholy s lichou hodnotou $\text{dist}(u, v)$. V rámci žádné množiny není hrana vv' , protože navázáním (u, v) -sledu, hrany vv' a (v', u) -sledu bychom dostali uzavřený sled liché délky, ze kterého podle Lemmatu 2.2. je možno vybrat lichý cyklus. To by byl spor s předpokladem. Množiny U a W jsou partity bipartitního grafu. \square

Ukazuje se, že řadu praktických problémů můžeme popsat právě bipartitním grafem, například šachové úlohy. Například bipartitnost grafu, který znázorňuje tahy jezdce (koně) na šachovnici (Obrázek 3.6.), plyne ihned z obarvení políček šachovnice. Avšak třeba graf, který znázorňuje tahy střelce nebo věže bipartitní není, proč?



Obrázek 3.6.: Graf možných tahů jezdce po šachovnici je bipartitní.

Příklad 3.1. Putování jezdce po šachovnici

Ukažte, že putování jezdce po šachovnici můžeme popsat bipartitním grafem.

Sestavíme graf \check{S} , jehož vrcholy budou políčka klasické šachovnice 8×8 polí a hrany spojují vždy taková dvě políčka, mezi kterými lze táhnout jezdcem. Snadno nahlédneme, že \check{S} je bipartitní graf. Jedna partita je tvořena černými políčky, druhá bílými políčky. Hrany vedou pouze mezi některými „černými“ a „bílými“ vrcholy, neboť mezi dvěma políčky stejné barvy neexistuje legální tah jezdcem (Obrázek 3.6.). ✓

Dalším aplikacím bipartitních grafů se budeme věnovat v kapitole 6.2.

Cyklomatické číslo grafu

Je-li G graf a $\omega(G)$ počet jeho komponent, tak *cyklomatické číslo* $\mu(G) = h(G) - v(G) + \omega(G)$ udává, kolik nejméně hran je třeba z grafu odebrat, aby v grafu nezůstal žádný cyklus. Pro stromy a lesy je cyklomatické číslo rovno 0, pro kompletní grafy je cyklomatické číslo $\mu(G) = \binom{n-1}{2}$. Cyklomatické číslo je jakási míra složitosti. V souvislých grafech cyklomatické číslo $\mu(G)$ udává, jak moc se graf G „líší od stromu“. Čím větší je cyklomatické číslo $\mu(G)$, tím více cyklů graf G obsahuje.

Cyklomatické číslo grafu udává počet cyklů v bázi (ve fundamentálním systému cyklů) prostoru cyklů.

Otázky:

- Udává cyklomatické číslo grafu počet cyklů v grafu?
- Co můžeme říci o grafu G , ve kterém počet cyklů je roven $\mu(G)$?

Poznámka 3.1. O grafech, které neobsahují sudé cykly

Protože stromy neobsahují žádné cykly, bipartitní grafy neobsahují liché cykly, tak by se mohlo zdát, že má smysl uvažovat také grafy, které obsahují pouze liché cykly. Ve Cvičení 3.3.8. ukážeme, že požadavek, aby graf obsahoval jen liché cykly, je příliš omezující a množiny hran cyklů takového grafu musí být po dvou disjunktní.

Odkazy:

- Jiný důkaz Cayleyho vzorce najdete na http://en.wikipedia.org/wiki/Cayley's_formula.

Cvičení

3.3.1.♥ Dokažte, že každý netriviální strom je bipartitní graf.

3.3.2. Nechť G je pravidelný bipartitní graf s partitami U a W a alespoň jednou hranou. Ukažte, že potom $|U| = |W|$. Je předpoklad existence alespoň jedné hrany nutný?

3.3.3. Dokažte, že každý podgraf bipartitního grafu je bipartitní.

3.3.4. Ukažte, že při putování jezdce po šachovnici není možno vrátit se na výchozí políčko po lichém počtu tahů.

3.3.5. Sestavíme graf V , jehož vrcholy budou políčka klasické šachovnice 8×8 polí a hrany spojují vždy taková dvě políčka, mezi kterými lze táhnout věží. Je graf V bipartitní? Najdete v grafu V lichý cyklus?

3.3.6. V grafech na Obrázku 3.7. najděte bipartitní podgraf s co největším počtem hran. Dokažte, že tento počet je největší.



Obrázek 3.7.: Grafy, které nejsou bipartitní.

3.3.7. Ukažte, že graf G je unicyklický právě tehdy, když $\mu(G) = 1$.

3.3.8. Ukažte, že pokud graf obsahuje pouze liché cykly, tak žádné dva cykly nemohou mít společné hrany.

3.3.9. Ukažte, že souvislý k -pravidelný bipartitní graf pro $k \geq 2$ neobsahuje žádný most (most je taková hrana, že jejím odebráním dostaneme nespojitý graf).

3.3.10. Kolik je všech cyklů v grafu K_n ? Vrcholy rozlišujeme označením.

3.3.11. Kolik je cyklů a) délky 4, b) délky 5, c) délky 6 v grafu Q_n ?

3.3.12. Kolik různých cyklů obsahuje kompletní bipartitní graf $K_{m,n}$? Dva cykly považujeme za různé, pokud se liší v alespoň jedné hraně.

3.3.13. Jaké je cykломatické číslo a) cyklu C_n b) kompletního bipartitního grafu $K_{m,n}$?

3.3.14. Najděte příklad tří grafů se stejným počtem vrcholů, se stejným cykломatickým číslem a různým počtem cyklů.

3.3.15. Pro každé přirozené číslo k najděte příklad a) dvou grafů se stejným počtem vrcholů, stejným cykломatickým číslem a počtem cyklů lišícím se o k , b) k grafů se stejným počtem vrcholů, stejným cykломatickým číslem, přičemž každé dva grafy mají různý počet cyklů.

3.3.16. Ukažte, že každý graf G s cykломatickým číslem $\mu(G)$ obsahuje alespoň $\mu(G)$ různých cyklů.

3.3.17. Dokažte nebo vyvráťte: a) každý bipartitní graf, ve kterém jsou všechny vrcholy sudého stupně, má sudý počet hran, b) každý graf se sudým počtem vrcholů, ve kterém jsou všechny vrcholy sudého stupně, má sudý počet hran, c) každý graf se sudým počtem lichých cyklů má sudý počet hran.

3.3.18. Mějme graf G s n vrcholy, $n \geq 4$ a alespoň $2n - 3$ hranami. Ukažte, že v grafu G existují alespoň dva cykly stejné délky.

3.3.19. Ukažte, že v každém grafu G s $h(G)$ hranami existuje bipartitní podgraf s alespoň $h(G)/2$ hranami.

Kapitola 4. Izomorfismus grafů

4.1. Pojem izomorfismu

Pracujeme-li s nějakým grafem, je obvykle jedno, zda je graf označený G , \check{R} nebo třeba $@$. Důležité je, jakou má graf strukturu a zda dva grafy mají nebo nemají stejnou strukturu. Pojem mít „stejnou strukturu“ chápeme tak, že z jednoho grafu dostaneme druhý jen přeznačením vrcholů. Následující definice je formálním popisem zmíněného přístupu.

Definice Grafy G a H se nazývají *izomorfní*, jestliže existuje bijekce $\varphi : V(G) \rightarrow V(H)$ taková, že každé dva vrcholy $u, v \in V(G)$ jsou sousední právě tehdy, když jsou sousední vrcholy $\varphi(u), \varphi(v) \in V(H)$. Píšeme $G \simeq H$. Zobrazení φ se nazývá *izomorfismus*.

Jestliže žádný izomorfismus grafu G a H neexistuje, grafy G a H *nejsou izomorfní* a píšeme $G \not\sim H$.

Formálně můžeme zachování sousednosti vzorů a obrazů v izomorfismu $\varphi : V(G) \rightarrow V(H)$ stručně zapsat

$$\forall u, v \in V(G) : uv \in E(G) \Leftrightarrow \varphi(u)\varphi(v) \in E(H). \quad (5)$$

Izomorfismus je tedy relace (vztah) mezi nějakou dvojicí grafů G a H . Grafy G a H buď izomorfní jsou nebo nejsou. Izomorfní grafy se někdy značí i $G \cong H$ nebo $G \sim H$, neizomorfní grafy $G \not\cong H$ nebo $G \not\sim H$. Pojem izomorfismu grafů je zaveden (podobně jako izomorfismus jiných objektů) proto, abychom mohli zkoumat strukturu bez závislosti na jejím označení nebo pojmenování. Dva různé grafy jsou izomorfní, jestliže mají stejnou strukturu, tj. existuje nějaký izomorfismus. V opačném případě se grafy nazývají *neizomorfní*.

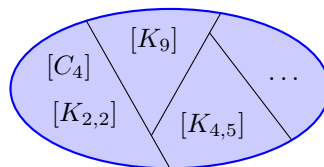
Třídy izomorfních grafů

Izomorfismus φ dvou grafů, tak jak je zaveden v definici na začátku kapitoly, můžeme využít k sestavení relace ekvivalence na třídě všech grafů. Dva grafy G a H jsou v relaci „ \simeq “ právě tehdy, když existuje izomorfismus φ grafy G a H jsou izomorfní. Důkaz, že „ \simeq “ je relací ekvivalence, je ponechán jako Cvičení 4.1.12. Značení $G \simeq H$ i terminologie, kdy říkáme, že „grafy G a H jsou spolu izomorfní“, vychází právě z relace „ \simeq “. Pro konkrétní dvojici grafů však vždy máme na mysli existenci (případně neexistenci) příslušné bijekce mezi vrcholovými množinami, která zachovává vlastnost (5).

To znamená, že tvrzení, které platí pro nějaký graf můžeme stejně vyslovit i pro jakýkoliv jiný graf ze stejné třídy ekvivalence (Obrázek 4.1.). Pojem „graf“ můžeme proto interpretovat také jako celou *třídu ekvivalence*. Každý prvek této třídy je uspořádaná dvojice množiny vrcholů a množiny hran.

Nutné podmínky izomorfismu

Následující tvrzení ukazují, že dva izomorfní grafy nerozlišíme pomocí žádné z uvedených vlastností.



Obrázek 4.1.: Třídy grafů.

Věta 4.1. *Mějme grafy G a H . Označme $n = |V(G)|$ a $m = |V(H)|$. Jestliže $G \simeq H$ a φ je izomorfismus $\varphi : V(G) \rightarrow V(H)$, tak potom*

- (i) $n = m$,
- (ii) pro každý vrchol $v \in V(G)$ platí $\deg_G(v) = \deg_H(\varphi(v))$,
- (iii) platí $(g_1, g_2, \dots, g_n) = (h_1, h_2, \dots, h_m)$, kde (g_1, g_2, \dots, g_n) a (h_1, h_2, \dots, h_m) jsou nerostoucí stupňové posloupnosti grafů G a H ,
- (iv) grafy G a H mají stejný počet hran,
- (v) pro každý podgraf N grafu G existuje takový podgraf M grafu H , že $N \simeq M$.

Důkaz. Dokážeme postupně všechna tvrzení.

(i) Protože se zabýváme konečnými neprázdnými grafy, tak rovnost $n = m$ je rovností dvou přirozených čísel. Izomorfismus φ je bijekce, a proto každému vrcholu v grafu G existuje právě jeden vrchol v grafu H (a naopak). To znamená, že $n = m$ plyne z rovnosti velikosti množin $|V(G)| = |V(H)|$.

(ii) Vezměme libovolný vrchol $v \in V(G)$. Označme $v_1, v_2, \dots, v_{\deg(v)}$ všechny sousedy vrcholu v v grafu G a $v_{\deg(v)+1}, v_{\deg(v)+2}, \dots, v_{n-1}$ zbývající vrcholy v G , které nejsou sousední s v . Z definice izomorfismu φ víme, že právě vrcholy $\varphi(v_1), \varphi(v_2), \dots, \varphi(v_{\deg(v)})$ jsou sousední s $\varphi(v)$ v grafu H a navíc zbývající vrcholy $\varphi(v_{\deg(v)+1}), \varphi(v_{\deg(v)+2}), \dots, \varphi(v_{n-1})$ nejsou v grafu H s vrcholem $\varphi(v)$ sousední. Z definice stupně vrcholu je proto $\deg_G(v) = \deg_H(\varphi(v))$.

(iii) Je-li (g_1, g_2, \dots, g_n) nerostoucí stupňová posloupnost grafu G , tak podle již dokázaného bodu (i) víme, že $n = m$ a navíc podle (ii) víme, že $\deg_G(v) = \deg_H(\varphi(v))$ pro všechny vrcholy $v \in V(G)$. Proto je-li $(g_1, g_2, \dots, g_n) = (\deg_G(v_1), \deg_G(v_2), \dots, \deg_G(v_n))$, tak $(\deg_H(\varphi(v_1)), \deg_H(\varphi(v_2)), \dots, \deg_H(\varphi(v_n))) = (h_1, h_2, \dots, h_m)$ je stejná nerostoucí grafová posloupnost.

(iv) S využitím principu sudosti a právě dokázaného bodu (iii) je

$$|E(H)| = \frac{1}{2} (h_1 + h_2 + \dots + h_m) = \frac{1}{2} (g_1 + g_2 + \dots + g_n) = |E(G)|.$$

(v) Mějme nějaký podgraf N grafu G . Podgraf M grafu H sestavíme tak, že $V(M) = \{\varphi(v) : v \in V(N)\}$ a $E(M) = \{\varphi(uv) : uv \in E(N)\}$. Že uvedené hrany v grafu H existují plyne z definice izomorfismu φ , neboť $uv \in E(G) \Leftrightarrow \varphi(u)\varphi(v) \in E(H)$. Abychom ukázali, že $M \simeq N$, stačí vzít izomorfismus φ' , který je restrikcí⁷ izomorfismu φ na množinu $V(N)$. \square

Všimněte si, všechny body (i)–(v) jsou nutné podmínky pro izomorfismus daných dvou grafů G a H , ale ani jeden z bodů není podmínkou postačující. Například pro $n \geq 2$ (grafy na alespoň dvou vrcholech) mají grafy $G = K_n$ a $H = nK_1$ stejný počet vrcholů n , avšak G a H nejsou izomorfní. Proto podmínka v bodu (i) není postačující, aby dva grafy byly izomorfní.

Grafy $G = P_n$ a $H = K_{1,n-1}$ mají pro $n \geq 4$ stejný počet hran i vrcholů, jistě ale nejsou izomorfní. Proto ani podmínka v bodu (iv) není postačující, aby dva grafy byly izomorfní.

Podobně pro $n \geq 6$ mají grafy $G = C_n$ a $H = C_3 \cup C_{n-3}$ stejnou stupňovou posloupnost $(2, 2, \dots, 2)$, avšak nejsou izomorfní. Ani podmínky v bodech (ii) a (iii) nejsou postačující. Grafy $G = C_n$ a $H = C_3 \cup C_{n-3}$ splňují dokonce všechny body (i)–(iv), a přitom nejsou izomorfní, protože G je a H není souvislý. A konečně ani podmínka v bodu (v) není postačující, aby dva grafy G a H byly izomorfní. Najít protipříklad není obtížné.

Otázka: Jak vypadá příklad takových grafů G a H , které splňují podmínku (v) ve Větě 4.1., ale nejsou izomorfní?

O rozhodování, zda dané dva grafy jsou izomorfní

Pro malé grafy můžeme zpravidla snadno rozhodnout, zda jsou izomorfní nebo ne. Pro větší grafy (stačí i méně než 20 vrcholů!) však rozhodnout na první pohled o izomorfismu nemusí být snadné, zejména pokud dané grafy jsou různě nakreslené a snadno ověřitelné podmínky (i)–(iv) ve Větě 4.1. jsou splněny. Ukazuje se, že v obecném případě není snadné rozhodnout, zda dané dva grafy jsou nebo nejsou izomorfní, protože žádný univerzální a rychlý algoritmus není znám. Jsou však známy univerzální algoritmy, které nejsou rychlé a také rychlé algoritmy, které nejsou univerzální, tj. fungují jen pro určité třídy grafů.

Následující věta sice udává nutnou a postačující podmínku pro to, aby dané dva grafy byly izomorfní, všimněte si ale, že její praktické použití pro rozpoznání izomorfních grafů je diskutabilní. Převádí totiž

⁷ Restrikce je nadefinována na straně 12.

otázku existence izomorfismu dvou grafů na otázku existence izomorfismu sice menších, ale mnoha různých grafů. Na druhou stranu podle Věty 4.2. víme, že pokud dva grafy nejsou izomorfní, tak musí existovat nějaký podgraf jednoho grafu, který není podgrafem druhého grafu.

Věta 4.2. (Konečné) grafy G a H jsou izomorfní právě tehdy, když pro každý podgraf N grafu G existuje podgraf M grafu H takový, že $M \simeq N$, a pro každý podgraf M grafu H existuje podgraf N grafu G takový, že $N \simeq M$.

Důkaz.

„ \Rightarrow “ Důkaz první implikace je snadný. Je-li φ izomorfismus mezi G a H , tak pro libovolný podgraf N grafu G sestavíme podgraf M grafu H tak, že $M = (\{\varphi(v) : v \in V(N)\}, \{\varphi(u)\varphi(v) : uv \in E(N)\})$. A protože φ je bijekce, tak inverzní zobrazení φ^{-1} je také izomorfismus a pro každý podgraf M grafu H najdeme izomorfní podgraf N grafu G stejně jako pro φ .

„ \Leftarrow “ Stačí si uvědomit, že za podgraf N můžeme vzít celý graf G . Protože pracujeme s konečnými grafy, tak $|V(G)| \leq |V(H)|$ a z opačné implikace vyjde $|V(H)| \leq |V(G)|$, a proto můžeme předpokládat, že oba grafy mají stejný počet vrcholů $|V(G)| = |V(H)| = n$.

Podle předpokladu existuje takový podgraf M grafu H , že $G \simeq M$ při izomorfismu $\varphi : V(G) \rightarrow V(M)$. Vzhledem k izomorfismu φ můžeme předpokládat, že G je podgrafem grafu H , tj. každá hrana grafu G leží v H . Podobně dostaneme, že H je podgrafem grafu G , tedy neexistuje hrana grafu H , která by nebyla v grafu G . Dostáváme tak, že zobrazení φ je nejen izomorfismus mezi G a M , ale dokonce izomorfismus $\varphi : V(G) \rightarrow V(H)$, protože $uv \in E(G) \Leftrightarrow \varphi(u)\varphi(v) \in E(H)$. \square

Předchozí tvrzení jsme ukázali pro konečné grafy (podle úmluvy se zabýváme jen konečnými grafy). Pro nekonečné grafy nemůžeme použít argument o stejném počtu vrcholů, a proto pro nekonečné grafy tvrzení Věty 4.2. nemusí platit.

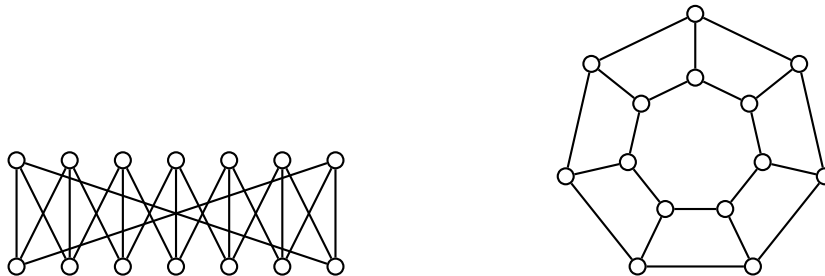
Otázka: Najdete takové dva nekonečné grafy G a H , které splňují předpoklady Věty 4.2. týkající se existence podgrafů M a N , a přitom G a H nejsou izomorfní?

Pro některé třídy grafů (například pro stromy) existují algoritmy, které umí o izomorfismu dvou grafů z dané třídy rozhodnout v čase, který roste v závislosti na velikosti grafu pomalu (polynomiálně s malým stupněm polynomu). V obecném případě

- 1) ověříme nutné podmínky (i)–(v) Věty 4.1. (podmínku (v) neověřujeme pro všechny podgrafy, ale podle intuice pro vhodné podgrafy),
- 2) pokusíme se najít izomorfismus, případně systematickým probráním všech možností ukážeme, že izomorfismus neexistuje.

Všimněte si, že užitím Věty 4.1. je snadné izomorfismus dvou grafů vyvrátit nikoli dokázat. Pokud k některé z podmínek (i)–(v) najdeme protipříklad, tak víme, že dané dva grafy nejsou izomorfní. Naproti tomu najít izomorfismus nemusí být snadné, protože existuje $n!$ různých bijekcí $\varphi : V(G) \rightarrow V(H)$. Tento počet může být pro konkrétní dvojici grafů G a H výrazně menší, ale pro každou bijekci je potřeba ověřit podmínku $\forall e \in E(G) : e \in E(G) \Leftrightarrow \varphi(e) \in E(H)$.

Příklad 4.1. Rozhodněte, zda dva grafy na Obrázku 4.2. jsou nebo nejsou izomorfní.



Obrázek 4.2.: Grafy G a H .

Snadno ověříme, že grafy G a H splňují podmínky (i)–(iv) ve Větě 4.1. Oba mají 14 vrcholů, jsou 3-pravidelné a mají proto 21 hran. Naproti tomu graf H obsahuje cyklus C_7 jako podgraf, ale graf G neobsahuje podle Věty 3.9. žádný lichý cyklus, protože je bipartitní. Grafy G a H proto nejsou izomorfní. ✓

Počet neizomorfních grafů

V kapitole 3.2. jsme ukázali, že pokud rozlišujeme jednotlivé vrcholy, tak kompletní graf K_n má n^{n-2} koster. Je přirozené se ptát, kolik *neizomorfních* koster má K_n . Odpovídá to situaci, kdy nerozlišujeme vrcholy, což je složitější otázka.

Další přirozená otázka je, kolik existuje neizomorfních grafů s n vrcholy. Počet neizomorfních grafů s n vrcholy je možné určit, není však dán jednoduchou uzavřenou formulí. Vzorce obsahují složitější sumace, případně odhady. Tabulka 4.1. shrnuje počet různých neizomorfních a různých souvislých neizomorfních grafů s malým počtem vrcholů.

n	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12
neizomorfní grafy	2	4	11	34	156	1044	12346	274668	12005168	1018997864	165091172592
z toho souvislé	1	2	6	21	112	853	11117	261080	11716571	1006700565	164059830476

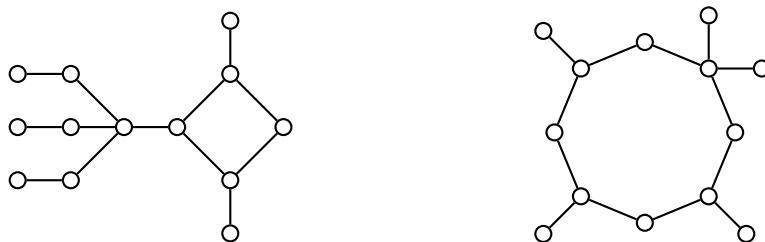
Tabulka 4.1.: Počty neizomorfních grafů s n vrcholy.

Přesný výpočet počtu neizomorfních grafů s n vrcholy je obtížný.

Poznámka 4.1. Při různých nakresleních grafu je každému vrcholu přiřazen bod v rovině, což je informace, která není zahrnuta ve struktuře grafu (V, E) . Proto pro různě nakreslené grafy můžeme dostat různá tvrzení, která souvisí s nakreslením grafu (například počet křížení hran). Tématu kreslení grafů se se budeme věnovat v kapitole 9.

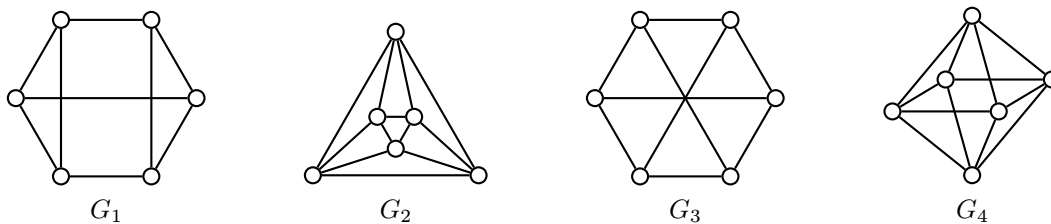
Cvičení

4.1.1.♥ Ukažte, že grafy na Obrázku 4.3. nejsou izomorfní.



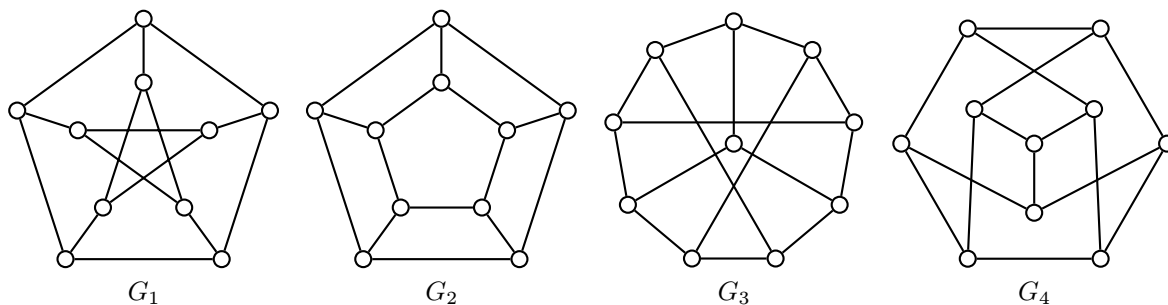
Obrázek 4.3.: Grafy G a H na třinácti vrcholech.

4.1.2. Rozhodněte, které grafy na Obrázku 4.4. jsou izomorfní.



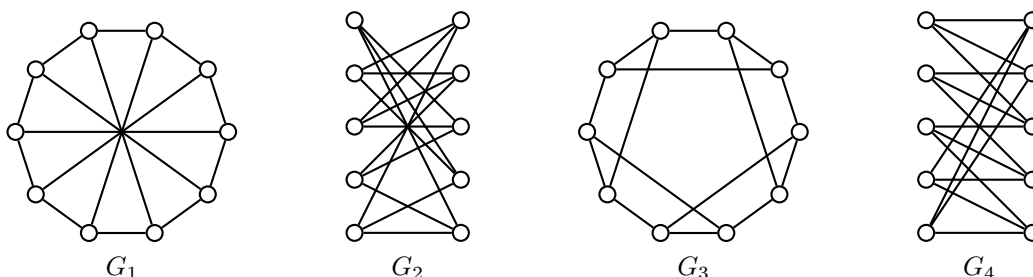
Obrázek 4.4.: Pravidelné grafy G_1, G_2, G_3 a G_4 na šesti vrcholech.

4.1.3. Rozhodněte, které z následujících grafů jsou izomorfní:



Obrázek 4.5.: Grafy G_1, G_2, G_3 a G_4 .

4.1.4. Rozhodněte, které grafy na Obrázku 4.6. jsou izomorfní.



Obrázek 4.6.: Pravidelné grafy G_1, G_2, G_3 a G_4 na deseti vrcholech.

4.1.5. Nechť T_n a T'_n jsou dva stromy s n vrcholy pro které platí $\Delta(T_n) = \Delta(T'_n) = n - 2$. Ukažte, že potom $T_n \simeq T'_n$.

4.1.6. Dokažte že pro libovolné $n \geq 6$ existují vždy přesně tři neizomorfní stromy T_n takové, že $\Delta(T_n) = n - 3$.

4.1.7.♥ Dokažte nebo vyvráťte následující tvrzení: Grafy G a H jsou izomorfní právě tehdy když jsou grafy \overline{G} a \overline{H} izomorfní.

4.1.8. Ukažte, že existuje 11 navzájem neizomorfních grafů na čtyřech vrcholech.

4.1.9. Ukažte, že každý graf G s n vrcholy je izomorfní nějakému podgrafu K_n .

4.1.10. Nechť T_n je libovolný strom s n vrcholy a G je libovolný graf takový, že $\delta(G) \geq n - 1$. Ukažte, že potom G má podgraf, izomorfní s T_n .

4.1.11. Ukažte, že a) pokud v předchozím Cvičení 4.1.10. bude $\delta(G) = n - 2$, tak tvrzení nemusí platit, a b) pokud místo T_n vezmeme libovolný graf s alespoň jedním cyklem, tak tvrzení nemusí platit.

4.1.12. Ukažte, že relace \sim zavedená na straně 54 je relací ekvivalence na třídě všech grafů.

4.1.13. **Najděte co největší třídu navzájem neizomorfních grafů s n vrcholy v_1, v_2, \dots, v_n . Třída by měla obsahovat alespoň 2^{kn} různých grafů pro nějaké $k \in \mathbb{Q}^+$, kde $k > 0$.

4.1.14. Najděte příklad grafů G a H , které splňují podmínky (i)–(v) ve Větě 4.1., ale nejsou izomorfní. Nápověda: hledané grafy nejsou konečné.

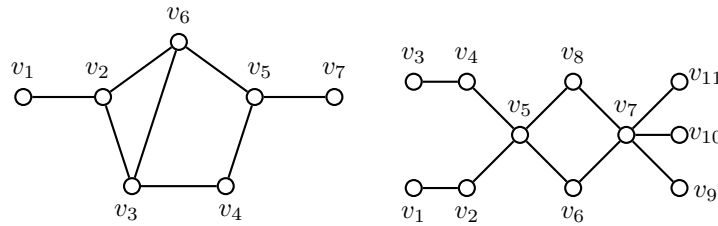
4.1.15. Existuje více neizomorfních grafů se stupňovou posloupností $(1, 1, 2, 3, 4, 4, 5, 5, 5, 6)$ nebo grafů se stupňovou posloupností $(3, 4, 4, 4, 5, 5, 6, 7, 8, 8)$?

4.2. Automorfismus grafů

Každý graf je triviálně izomorfní sám se sebou. Za izomorfismus můžeme vzít identické zobrazení $\iota : V(G) \rightarrow V(G)$. Takový izomorfismus nemusí být jediný, například Petersenův graf má 120 různých izomorfismů na sebe (Cvičení 4.2.14.).

Definice Každý izomorfismus $\varphi : V(G) \rightarrow V(G)$ se nazývá *automorfismus* grafu G .

Graf H na Obrázku 4.7. má kromě triviálního automorfismu ι například také automorfismus φ , ve kterém se zobrazí $\varphi(v_1) = v_3, \varphi(v_2) = v_4, \varphi(v_3) = v_1, \varphi(v_4) = v_2, \varphi(v_{10}) = v_{11}, \varphi(v_{11}) = v_{10}$ a zbývající vrcholy na sebe. Naproti tomu graf G má pouze triviální automorfismus (proč?). Triviálním automorfismem ι rozumíme identické zobrazení $\iota : V(G) \rightarrow V(G)$, kde $\forall v \in V : \iota(v) = v$.



Obrázek 4.7.: Graf G s jediným automorfismem a graf H s více automorfismy.

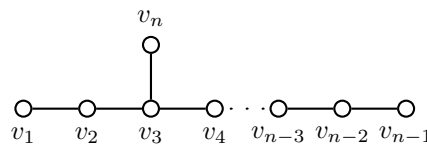
Čím více je graf „symetrický“, tím více má automorfismů. Počet různých automorfismů grafu tak můžeme chápat jako mírou „symetrie“ grafu. Kompletní graf K_n má $n!$ automorfismů (každá možná bijekce je automorfismem), cyklus C_n má $2n$ automorfismů.

Otázka: Jaké jsou všechny grafy s n vrcholy, které mají právě všech $n!$ automorfismů?

Protože složením dvou automorfismů φ_1 a φ_2 grafu G dostaneme zobrazení $\varphi_2 \circ \varphi_1 : G \rightarrow G$, které je opět automorfismem grafu G (složením bijekcí dostaneme bijekci a definice izomorfismu zůstane splněna), protože identita je také automorfismus, a protože inverzní zobrazení k automorfismu je opět automorfismus, tak snadno nahlédneme, že množina všech automorfismů Φ libovolného grafu G tvoří grupu s operací skládání zobrazení \circ . Tato grupa $\text{Aut}(G) = (\Phi, \circ)$ se nazývá *grupa automorfismů* daného grafu G . Zjednodušeně můžeme říci, že čím bohatší je grupa automorfismů, tím „symetričtější“ je graf a naopak.

Grafy s malým počtem automorfismů

Grafy, které mají pouze triviální automorfismus ι se nazývají *strnulé* grafy, případně *asymetrické* grafy. Triviální graf je strnulý, má pouze triviální automorfismus ι , dále pro každé $n \geq 6$ (Cvičení 4.2.10.) je možno najít strnulý graf. Například pro $n \geq 7$ stačí vzít cestu P_{n-1} s vrcholy v_1, v_2, \dots, v_{n-1} a přidat vrchol v_n a hranu v_3v_n (Obrázek 4.8.). Výsledný graf je jistě strnulý, protože cesta P_{n-1} má pro $n \geq 7$ pouze dva automorfismy (oba listy se musí zobrazit na listy). Přidáním vrcholu v_n jsme zvýšili stupeň vrcholu v_3 , zatímco stupeň vrcholu v_{n-3} zůstal 2. Tím jsme zajistili, že v_3 se musí zobrazit na sebe, v_n se v libovolném automorfismu musí zobrazit na v_n (jediný jeho soused je stupně 3) a v_2 se musí zobrazit na v_2 , protože to je jediný vrchol, který má jednoho souseda stupně 3 a druhého souseda stupně 1. Podobně se vynutí obrazy zbývajících vrcholů a výsledný strom T_n je strnulý.



Obrázek 4.8.: Strnulý strom T_n pro $n \geq 7$.

Příklad 4.2. Popište grupu automorfismů cesty P_n .

Je-li cesta P_n triviální, má jediný automorfismus. Grupa automorfismů je triviální.

Netriviální cesta má právě dva vrcholy stupně 1, označme je v_1 a v_n . V každém automorfismu se podle Věty 4.1. vrchol stupně 1 musí zobrazit na vrchol stupně 1, tj. vrchol v_1 se musí zobrazit na vrchol v_1 nebo v_n . Obraz (jediného) sousedního vrcholu v_2 je pak určen jednoznačně a stejně i obraz každého dalšího vrcholu $v_i, i = 3, 4, \dots, n$. Netriviální cesta P_n má právě dva automorfismy a grupou automorfismů je (jediná) grupa řádu 2. Označíme-li identický automorfismus 0 a netriviální automorfismus 1, tak tabulka grupy automorfismů odpovídá dvouprvkové symetrické grupě (S_2, \circ) , nebo například grupě $(\mathbb{Z}_2, +)$. ✓

Grafy s velkým počtem automorfismů

Na druhé straně spektra co do počtu automorfismů jsou grafy, které mají bohatou grupu automorfismů, například kompletní grafy, kompletní bipartitní grafy a hyperkrychle. Při řešení problémů na grafech se někdy nevyhneme probrání velkého počtu možností, které je třeba vyšetřit. Má-li graf velký počet automorfismů, může se obvykle významným způsobem snížit počet případů, které je třeba vyšetřit, neboť víme, že zbývající případy budou odpovídat izomorfní instanci grafu.

Definice Graf G se nazývá *vrcholově tranzitivní*, jestliže pro libovolné dva vrcholy $u, v \in V(G)$ existuje takový automorfismus φ grafu G , že $\varphi(u) = v$. Podobně se graf G nazývá *hranově tranzitivní*, jestliže pro libovolné dvě hrany $xy, uv \in E(G)$ existuje v grafu G takový automorfismus φ , že $\{\varphi(x), \varphi(y)\} = \{u, v\}$.

Například kompletní grafy K_n , hyperkrychle Q_n nebo Petersenův graf jsou vrcholově i hranově tranzitivní.

Vrcholově tranzitivní grafy mají okolí každého vrcholu stejné, lokálně není možné rozlišit, se kterým vrcholem pracujeme. V hranově tranzitivních grafech sice každá hrana může být v nějakém automorfismu zobrazena na jinou hrana, ale oba koncové vrcholy každé hrany mohou být odlišné. Kompletní bipartitní graf $K_{m,n}$ pro $m \neq n$ je hranově tranzitivní, ale není vrcholově tranzitivní (proč?). Otázka nalezení grafu, který je vrcholově tranzitivní, ale není hranově tranzitivní je ponechána jako Cvičení 4.2.17.

Příklad 4.3. Popište grupu automorfismů kompletního grafu K_n .

Kompletní graf K_n obsahuje každou hrana a každý vrchol je možno zobrazit na každý vrchol. Každá bijekce vrcholové množiny je automorfismem, proto grupa automorfismů je symetrická grupa (S_n, \circ) všech permutací n -prvkové množiny. ✓

Cvičení

4.2.1. Ukažte, že vrcholově tranzitivní graf musí být pravidelný. Platí, že hranově tranzitivní graf musí být pravidelný?

4.2.2. Nalezněte netriviální automorfismus grafu H z Obrázku 4.7., který je různý od automorfismu uvedeného v textu na straně 59.

4.2.3. Kolik automorfismů má graf a) C_n ; b) P_n ; c) $K_{m,n}$; d)* hyperkrychle Q_n ?

4.2.4. Nechť $G \simeq H$ a nechť existuje k různých izomorfismů z G do H . Co můžeme říci o počtu automorfismů grafu G ?

4.2.5. Najděte nejméně tři nekonečné třídy a) vrcholově tranzitivních grafů b) hranově tranzitivních grafů.

4.2.6. Určete rozsah možného počtu různých automorfismů vrcholově tranzitivního grafu s n vrcholy.

4.2.7. Ukažte, že je-li graf G strnulý, tak potom i \overline{G} je strnulý graf.

4.2.8. Ukažte, že je-li graf G vrcholově tranzitivní, tak potom i \overline{G} je vrcholově tranzitivní.

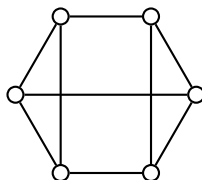
4.2.9. Platí, že je-li graf G hranově tranzitivní, tak potom i \overline{G} je hranově tranzitivní? Pokud ano, dokažte a pokud ne, najděte protipříklad.

4.2.10. Najděte nejmenší netriviální graf a nejmenší netriviální strom, který má pouze triviální automorfismus. Ukažte, že nalezený příklad je nejmenší.

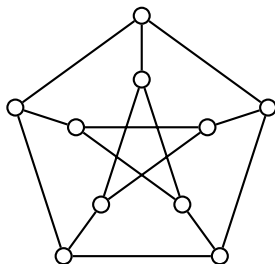
4.2.11. Kolik automorfismů mají všechny grafy na čtyřech vrcholech. Čeho si můžeme všimnout, abychom ušetřili polovinu práce?

4.2.12. Najděte příklad netriviálního grafu, který je pravidelný, ale není vrcholově tranzitivní.

4.2.13. Je graf na Obrázku 4.9. a) vrcholově tranzitivní? b) hranově tranzitivní?



Obrázek 4.9.: 3-pravidelný graf G .

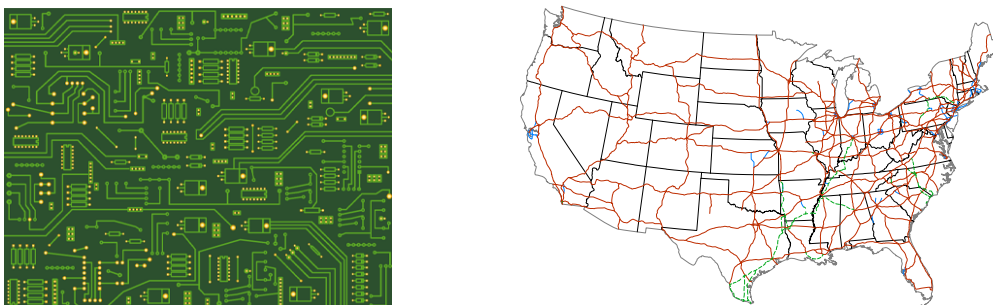


Obrázek 4.10.: Petersenův graf.

- 4.2.14.* Ukažte, že Petersenův graf (Obrázek 4.10.) má přesně 120 automorfismů.
- 4.2.15. Najděte příklad grafu, který má právě k automorfismů pro libovolné $k \in \mathbb{N}$.
- 4.2.16.♡ Najděte graf, který je hranově tranzitivní, ale není vrcholově tranzitivní. Pokud takový graf neexistuje, pečlivě zdůvodněte.
- 4.2.17. Najděte graf, který je vrcholově tranzitivní, ale není hranově tranzitivní. Pokud takový graf neexistuje, pečlivě zdůvodněte.
- 4.2.18.* Najděte příklad strnulého 3-pravidelného grafu na dvanácti vrcholech.
- 4.2.19. Jaká je nejmenší stupeň netriviálního pravidelného strnulého grafu?
- 4.2.20. Ukažte, že graf G a jeho doplněk \overline{G} mají stejnou grupu automorfismů.
- 4.2.21. Ukažte, že hranově tranzitivní graf bez izolovaných, který není vrcholově tranzitivní, musí být bipartitní. Takovým grafům se říká (semi-symetrické).
- 4.2.22.♡ Proč ve Cvičení 4.2.21. požadujeme, aby graf neměl izolované vrcholy?
- 4.2.23. Ukažte, že graf, který je hranově tranzitivní a není vrcholově tranzitivní, musí být bipartitní.
- 4.2.24.♡ Popište grupu automorfismů grafu C_n .

Kapitola 5. Vrcholová a hranová souvislost

Jestliže nějaký graf reprezentuje komunikační síť, dopravní nebo i virtuální síť, je důležité vědět, jak odolná je taková síť vůči poruchám, které mohou narušit komunikaci nebo transport v síti. Výpadky mohou být dvojího druhu: porucha může nastat jednak v rámci každého spojení, které odpovídá hraně grafu, nebo v křižovatkách/uzlech sítě, které odpovídají vrcholům grafu. V této kapitole si ukážeme, jak takovou souvislost grafu měřit a že souvislost grafu je možno popsat číselným parametrem.



Obrázek 5.1.: Elektrická síť a dopravní síť (Eisenhowerův systém dálnic).

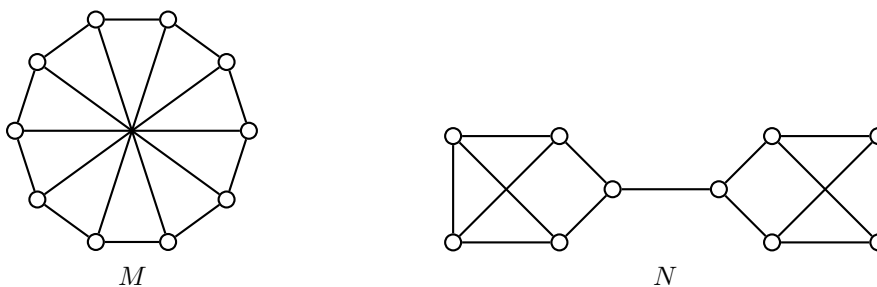
5.1. Míra souvislosti grafu

V kapitole 2.2. jsme zavedli pojem souvislosti grafu. Přestože oba grafy na Obrázku 5.2. jsou souvislé, tak je intuitivně zřejmé, že kompletní graf vpravo je „souvislejší“. Po odebrání libovolné hrany bude graf $K_{1,7}$ jistě nesouvislý, neboť se jedná o strom. Naproti tomu dokonce po odebrání libovolných pěti hran zůstane graf K_7 souvislý.



Obrázek 5.2.: Grafy $K_{1,7}$ a K_7 .

Dle Obrázku 5.2. by se na první pohled mohlo zdát, že vyšší nebo nižší souvislost je určena počtem hran grafu nebo nejmenším stupněm vrcholu v grafu. Není to pravda. Například grafy M a N na Obrázku 5.3. mají stejný počet vrcholů, jsou 3-pravidelné a podle principu sudosti (Věta 1.1.) tak mají také stejný počet hran. Po odebrání libovolných dvou vrcholů zůstane graf M souvislý, zatímco z grafu N stačí odebrat jeden (vhodně zvolený) vrchol a dostaneme nesouvislý graf. Podobně po odebrání libovolných dvou hran zůstane graf M souvislý, zatímco odebráním jediné (vhodně zvolené) hrany z grafu N dostaneme nesouvislý graf. Ukážeme, jak souvislost „měřit“. Zavedeme několik pojmů.



Obrázek 5.3.: Dva 3-pravidelné grafy M a N .

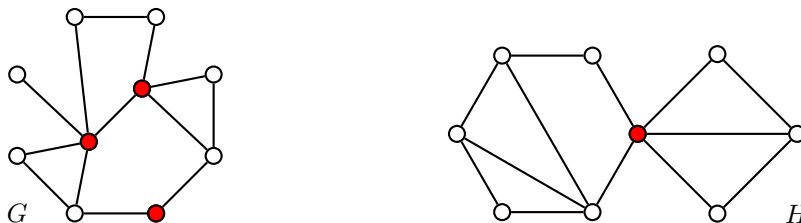
Řezy

Při zkoumání souvislosti budeme odebírat různé množiny vrcholů a hran. Takovým množinám budeme říkat řezy.

Definice Vrcholový řez

Každou množinu vrcholů, jejímž vynecháním dostaneme z grafu G nesouvislý graf, nazýváme *vrcholový řez* (stručně jen *řez*) grafu G . V souvislém grafu se vrcholový řez, který obsahuje jediný vrchol, nazývá *artikulace*. V nesouvislém grafu G je artikulací každý vrchol, jehož odebráním z grafu dostaneme graf s větším počtem komponent.

Pojem artikulace pro nesouvislé grafy můžeme vyslovit i jinak. Artikulací je každý jednoprvkový vrcholový řez nějaké komponenty grafu.



Obrázek 5.4.: Vrcholový řez grafu G a artikulace grafu H .

Příklad 5.1. Prozkoumáme vyznačené vrcholové řezy grafu na Obrázku 5.4.

Tři červené vrcholy na Obrázku 5.4. vlevo tvoří vrcholový řez grafu G . Odebráním všech tří vrcholů dostaneme graf, který má čtyři komponenty.

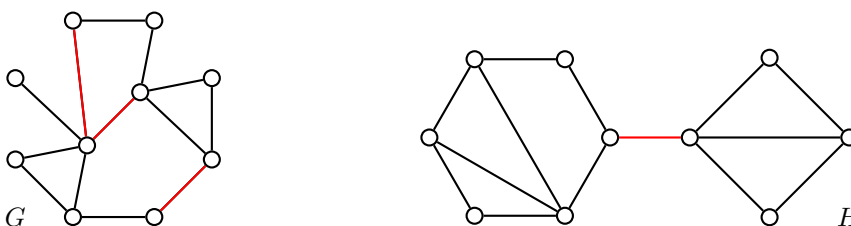
Červený vrchol na Obrázku 5.4. vpravo tvoří vrcholový řez grafu H , který je artikulací. Odebráním tohoto vrcholu dostaneme graf, který má dvě komponenty.

V grafu G však existují i jiné vrcholové řezy. Například také všechny bílé vrcholy tvoří vrcholový řez. Jejich odebráním dostaneme graf, který má dvě komponenty. ✓

Všimněte si, že když graf obsahuje například dvě komponenty, tak odebráním všech vrcholů jedné komponenty dostaneme souvislý graf. Taková množina vrcholů podle definice *není* vrcholovým řezem. Jiné množiny vrcholů, po jejichž odebrání zůstane graf nesouvislý, však definici splňují také.

Definice Hranový řez

Každou množinu hran, jejímž vynecháním dostaneme z grafu G nesouvislý graf, nazýváme *hranový řez* grafu G . V souvislém grafu se hranový řez, který obsahuje jedinou hranu, nazývá *most*. V nesouvislém grafu G je mostem každá hrana, jejímž odebráním z grafu G dostaneme graf s větším počtem komponent.



Obrázek 5.5.: Hranový řez grafu G a most grafu H .

Příklad 5.2. Prozkoumáme vyznačené hranové řezy grafu na Obrázku 5.5.

Tři červené hrany na Obrázku 5.5. vlevo tvoří hranový řez grafu G . Odebráním všech tří hran dostaneme graf, který má dvě komponenty.

Červená hrana na Obrázku 5.5. vpravo tvoří hranový řez grafu H , který je mostem. Odebráním této hrany dostaneme graf, který má dvě komponenty.

V grafu G však opět existuje řada jiných hranových řezů. Například také všechny černé hrany tvoří hranový řez. Jejich odebráním dostaneme graf, který má dvě komponenty. ✓

Řezy, minimální řezy a nejmenší řezy

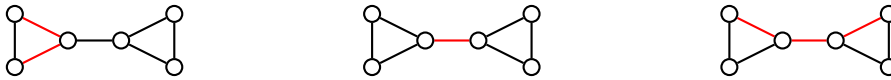
Je dobré zdůraznit, že i jiné než *nejmenší možné* množiny vrcholů (respektive hran, pokud zkoumáme hranové řezy), jejichž odebráním ze souvislého nebo nesouvislého grafu dostaneme nesouvislý graf, definici

splňují. Například množina vrcholů vyznačená v grafu na Obrázku 5.4. vlevo je vrcholovým řezem, třebaže by stačilo odebrat jen kterékoliv dva vyznačené vrcholy a dostali bychom nesouvislý graf. V daném grafu najdeme dokonce řez obsahující jediný vrchol, tj. v grafu G existuje artikulace. Samozřejmě takové vrcholové řezy, které obsahují nejmenší možný počet vrcholů (resp. takové hranové řezy, které obsahují nejmenší možný počet hran) hrají významnou roli. Ukazují, jak „odolná“ je souvislost daného grafu vůči odebírání vrcholů či hran. Nejprve však musíme připomenout, že „nejmenší řez“ a „minimální řez“ nejsou jedno a totéž.

Poznámka 5.1. Minimální a nejmenší řez v grafu

V běžné řeči obvykle nevnímáme rozdíl mezi pojmy minimální a nejmenší, případně maximální a největší (oba pojmy jsme zavedli na straně 9). V matematice naopak rozlišujeme, zda pracujeme s nejmenší množinou, kdy máme obvykle na mysli velikost (počet prvků) nějaké množiny, nebo s minimální množinou, kdy danou množinu porovnáváme v inkluzi s jinými množinami.

Například hranový řez na Obrázku 5.6. vlevo je minimální, ale není nejmenší, neboť odebráním jen jedné z těchto dvou hran nedostaneme nesouvislý graf. Uprostřed je hranový řez, který je minimální i nejmenší a hranový řez na obrázku vpravo není ani minimální ani nejmenší.



Obrázek 5.6.: Minimální hranový řez, minimální i nejmenší hranový řez a obecný hranový řez.

Otázka: Existuje graf a nějaký jeho nejmenší řez, který není minimálním řezem?

Vrcholová souvislost

Nyní se zaměříme na odolnost grafu vůči odstraňování vrcholů.

Definice Vrcholová souvislost

Vrcholová souvislost (stručně jen *souvislost*) grafu G je takový nejmenší počet vrcholů, které je třeba z grafu G vynechat, abychom dostali nesouvislý graf nebo triviální graf. Vrcholovou souvislost grafu G značíme $\kappa(G)$.

Řekneme, že graf G je *vrcholově k -souvislý* (stručně *k -souvislý*) pro $k \in \mathbb{N}$, jestliže $k \leq \kappa(G)$. Nesouvislý graf budeme považovat za 0-souvislý.

Všimněte si, jaký je rozdíl mezi pojmem vrcholové souvislosti grafu a pojmem vrcholové k -souvislosti grafu. Vrcholová souvislost je číslo, které je každému grafu jednoznačně přiřazeno, zatímco vrcholová k -souvislost je vlastnost, kterou graf buď má nebo nemá. Oba pojmy jsou takto zavedené proto, aby odpovídaly přirozenému očekávání, že například každý 7-souvislý graf je také 6-souvislý, 5-souvislý atd. Je-li vrcholová souvislost grafu G rovna číslu $k \geq 1$, tak potom je G vrcholově k -souvislý, je ale také $(k-1)$ -souvislý, $(k-2)$ -souvislý, \dots , 1-souvislý. Naproti tomu vrcholovou souvislost grafu G bychom mohli definovat (v některé literatuře je takto pojem vrcholové souvislosti definovaný) jako největší číslo k takové, které $k < |V(G)|$ a pro které je graf G vrcholově k -souvislý. Pro netriviální souvislé grafy platí, že vynecháním libovolných $k-1$ vrcholů z k -souvislého grafu zůstane výsledný graf souvislý.

Všimněte si, že v kompletním grafu žádný vrcholový řez neexistuje a vrcholová souvislost je rovna velikosti nejmenšího vrcholového řezu v grafu pouze pro nekompletní grafy. Vrcholová souvislost triviálního grafu je 0. Avšak podle definice triviální graf *není* 0-souvislý, tato vlastnost pro triviální graf není definována.

Příklad 5.3. Určíme vrcholovou souvislost grafu G na Obrázku 5.7. vlevo a zjistíme, pro jaká k je graf G vrcholově k -souvislý.



Obrázek 5.7.: Graf G a jeho vrcholový řez.

Graf G je souvislý, proto je vrcholově 1-souvislý a platí $\kappa(G) \geq 1$. Prověřením všech možností snadno nahlédneme, že odebráním jednoho libovolného vrcholu v zůstane graf $G - v$ souvislý. Proto je graf G také vrcholově 2-souvislý a platí $\kappa(G) \geq 2$. Na Obrázku 5.7. vpravo vidíme vrcholový řez obsahující dva červené vrcholy. To znamená, že graf G není vrcholově 3-souvislý a platí $\kappa(G) = 2$. ✓

Hranová souvislost

Analogicky nás může zajímat odolnost grafu vůči odstraňování hran.

Definice Hranová souvislost

Hranová souvislost grafu G je takový nejmenší počet hran, které je třeba z grafu G vynechat, abychom dostali nesouvislý graf nebo triviální graf. Hranovou souvislost grafu G značíme $\kappa'(G)$.

Řekneme, že graf G je hranově k -souvislý pro $k \in \mathbb{N}$, jestliže $k \leq \kappa'(G)$. Nesouvislý graf budeme považovat za hranově 0-souvislý.

Hranovou souvislost grafu G je můžeme opět chápat jako největší číslo k takové, že graf G je hranově k -souvislý. Každý hranově k -souvislý graf je také hranově $(k - 1)$ -souvislý, hranově $(k - 2)$ -souvislý, atd. Pro netriviální souvislé grafy platí, že jsou hranově k -souvislé jestliže vynecháním libovolných $k - 1$ hran zůstane výsledný graf souvislý.

Podle definice je vrcholová i hranová souvislost nesouvislého grafu rovna 0. Po krátkém rozmyšlení je jasné, proč je v definici vrcholové i hranové souvislosti explicitně zmíněn triviální graf. Pokud bychom vynechávali vrcholy z kompletního grafu, nikdy nedostaneme nesouvislý graf a vrcholová souvislost kompletního grafu by nebyla definována. A pokud bychom vynechali triviální graf z definice hranové souvislosti a určovali hranovou souvislost triviálního grafu, tak vynecháním žádného počtu hran nedostaneme nesouvislý graf a jeho hranová souvislost by nebyla definována. Pro netriviální graf je hranová souvislost rovna velikosti nejmenšího hranového řezu v grafu. Zahrnutím triviálního grafu do definice nejenže je souvislost triviálního grafu definována, ale má i hodnotu 0, kterou bychom „přirozeně“ očekávali, neboť je menší než u grafu K_2 . Avšak pozor, triviální graf *není* hranově 0-souvislý, tato vlastnost není pro triviální graf definována.

Příklad 5.4. Určíme hranovou souvislost grafu G na Obrázku 5.8. vlevo a zjistíme, pro jaká k je graf G hranově k -souvislý.



Obrázek 5.8.: Graf G a jeho podgrafy.

Graf G je souvislý, proto je hranově 1-souvislý a platí $\kappa'(G) \geq 1$. Prověřením všech možností snadno nahlédneme, že odebráním jedné libovolné hrany e zůstane graf $G - e$ souvislý. Proto je graf G také hranově 2-souvislý a platí $\kappa'(G) \geq 2$. Na Obrázku 5.8. vpravo vidíme, že graf obsahuje dva podgrafy K_3 propojené čtyřmi hranami.

Odebráním libovolných dvou šedých hran e, f porušíme podgraf K_3 , avšak $G - \{e, f\}$ zůstává souvislý, podobně odebráním libovolných dvou černých hran e, f , nebo jedné černé hrany e a jedné šedé hrany f souvislost neporušíme a graf $G - \{e, f\}$ zůstane souvislý. Proto je graf G také hranově 3-souvislý a platí $\kappa'(G) \geq 3$.

Odebráním všech tří hran incidentních s některým vrcholem stupně 3 dostaneme nesouvislý graf. Proto graf G není vrcholově 4-souvislý a platí $\kappa'(G) = 3$. ✓

Otázky:

- Je každý graf, jehož a) vrcholová souvislost b) hranová souvislost je rovna 0, nesouvislý?
- Je nějaký graf, pro který nelze určit, zda je k -souvislý (pro nějakou hodnotu $k \geq 0$, kde $k \in \mathbb{Z}$)?
- Je nějaký graf, pro který nelze určit, zda je hranově k -souvislý (pro nějakou hodnotu $k \geq 0$, kde $k \in \mathbb{Z}$)?
- Proč je kompletní graf K_n podle definice (také) vrcholově $(n - 1)$ -souvislý?
- Proč není podle definice vrcholově k -souvislosti kompletní graf K_n vrcholově n -souvislý?

Vztah mezi vrcholovou a hranovou souvislostí grafu

Odebereme-li všechny hrany incidentní s některým pevně zvoleným vrcholem, dostaneme nesouvislý graf. Podobně, odebereme-li z grafu všechny sousedy nějakého pevně zvoleného vrcholu, dostaneme nesouvislý graf.

nebo triviální graf. Následující věta ukazuje, že mezi hranovou souvislostí, vrcholovou souvislostí a nejmenším stupněm vrcholu je jednoznačný vztah.

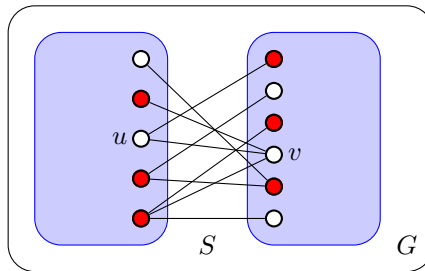
Věta 5.1. *V libovolném grafu G platí $\kappa(G) \leq \kappa'(G) \leq \delta(G)$.*

Důkaz. V triviálním grafu obě nerovnosti jistě platí, protože $\kappa(G) = \kappa'(G) = \delta(G) = 0$. I v nesouvislém grafu jsou obě nerovnosti splněny, neboť $0 = \kappa(G) = \kappa'(G) \leq \delta(G)$. V dalším můžeme předpokládat, že graf G je souvislý a netriviální.

Je zřejmé, že druhá nerovnost platí v každém grafu G . Vždy můžeme odebrat hrany incidentní s vrcholem, jehož stupeň je $\delta(G)$, proto hranová souvislost $\kappa'(G)$ nemůže být větší než $\delta(G)$. První nerovnost ukážeme indukcí vzhledem k počtu hran.

Základ indukce: Souvislý graf G s nejmenším počtem hran na daném počtu vrcholů je strom. Pro každý netriviální strom T tvrzení jistě platí, protože $\kappa(T) = 1 = \kappa'(T)$. Stačí odebrat hrany incidentní s listem nebo jediný vrchol sousední s listem a dostaneme nesouvislý graf, případně triviální graf, pokud $T \simeq T_2$.

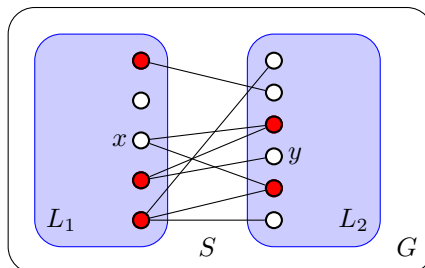
Indukční krok: Nyní předpokládejme, že věta platí pro libovolný graf s t hranami. Mějme graf G s $t + 1$ hranami a označme S nějaký nejmenší hranový řez grafu G (Poznámka 5.1.). Podle definice hranové souvislosti je $\kappa'(G) = |S|$. Označme $G' = G - uv$, kde uv je libovolná hrana řezu S . Všimneme si, že jistě platí, že $S' = S \setminus \{uv\}$ je nejmenší hranový řez grafu G' , jinak by S' byl i hranovým řezem grafu G menším než S . Podle indukčního předpokladu platí $\kappa(G') \leq \kappa'(G') = |S'|$. Jestliže vrátíme hrana uv do grafu $G - S$, dostaneme souvislý graf (proč?), ve kterém je hrana uv mostem. Nyní vybereme mezi koncovými vrcholy hran z množiny $S \setminus \{uv\}$ takovou množinu vrcholů, abychom pro každou hrana měli vybraný alespoň jeden koncový vrchol různý od u i od v (takový vrchol jistě existuje, proč?). Na Obrázku 5.9. jsou vybrané vrcholy vyznačeny červeně. Vybrané vrcholy vynecháme z grafu G a dostaneme graf H . Je-li H nesouvislý, potom $\kappa(G) \leq \kappa(G') < \kappa'(G)$ a tvrzení platí. Je-li H souvislý, je buď $H \simeq K_2$, nebo alespoň jeden z vrcholů u, v je artikulační (H má alespoň 3 vrcholy a mezi u a v nevede v H kromě hrany uv žádná cesta). V obou případech stačí odebrat jeden z vrcholů u, v abychom dostali nesouvislý graf nebo triviální graf. Proto je $\kappa(G) \leq \kappa(G') + 1 \leq \kappa'(G)$, neboť platí $\kappa(G') < \kappa'(G)$, a tudíž $\kappa(G) \leq \kappa'(G)$. \square



Obrázek 5.9.: Graf G s hranovým řezem S .

Jiný důkaz. Pro triviální graf a pro nesouvislé grafy jsou evidentně obě nerovnosti splněny. Hrany incidentní s vrcholem stupně $\delta(G)$ tvoří hranový řez, a proto je druhá nerovnost splněna triviálně.

První nerovnost ukážeme přímo. Z definice vrcholové souvislosti je zřejmé, že $\kappa(G) \leq v(G) - 1$ (po odebrání vrcholů zůstane alespoň triviální graf). Označme S množinu hran nejmenšího hranového řezu, který rozdělí graf na dvě komponenty L_1, L_2 . Pokud jsou všechny vrcholy v L_1 sousední se všemi vrcholy v L_2 , tak $\kappa'(G) = |S| = |L_1| \cdot |L_2| \geq v(G) - 1 \geq \kappa(G)$ a tvrzení platí. V opačném případě zvolme dva nesousední vrcholy $x \in V(L_1)$ a $y \in V(L_2)$.



Obrázek 5.10.: Graf G s hranovým řezem S spolu s grafem $G - S$ s komponentami L_1 a L_2 .

Nyní sestavíme množinu vrcholů T , která bude obsahovat všechny vrcholy z $L_1 - x$, které jsou sousední s některým vrcholem z komponenty L_2 . Dále do množiny T přidáme všechny vrcholy v komponentě L_2 , které jsou sousední s vrcholem x (na Obrázku 5.10. jsou vrcholy v T vyznačeny červeně). T je vrcholový řez, neboť každá cesta z L_1 do L_2 obsahuje některý vrchol z T . Platí $|T| \leq |S|$, protože S obsahuje všechny hrany z vrcholu x do vrcholů v $T \cap V(L_2)$ a všechny hrany z $V(L_1 - x)$ do $V(L_2)$, přičemž ke každému vrcholu v T najdeme alespoň jednu různou hranu v S (všechny hrany z vrcholu x do vrcholů v $T \cap V(L_2)$ a alespoň jednu hranu z každého vrcholu v $V(L_1 - x)$ do nějakého vrcholu v $V(L_2)$). Proto $\kappa(G) \leq |T| \leq |S| = \kappa'(G)$ a tím je věta dokázána. \square

Je zajímavé si uvědomit, jaký praktický význam má tvrzení Věty 5.1. Pro zajištění souvislosti musíme dbát na vrcholovou souvislost, hranová souvislost bude automaticky splněna. Pozorování můžeme i obrátit. Pokud záškodník chce narušit souvislost sítě, tak vyřazením vrcholů grafu dosáhne svého cíle obvykle snadněji, než přerušením spojení. A proto i ochrana by se měla soustředit na vrcholy hranových řezů malé velikosti.

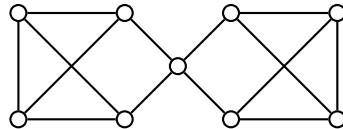
Obě nerovnosti ve Větě 5.1. mohou být neostré, přičemž rozdíl stran v každé z nich může být libovolně velký (Cvičení 5.1.15.). Například v grafu G , ve kterém dva kompletní grafy K_x sdílí jediný vrchol, je $\kappa(G) = 1$ a $\kappa'(G) = x - 1 = \delta(G)$. Na druhou stranu v nesouvislém grafu H , který má dvě komponenty K_x , je $\kappa(H) = \kappa'(H) = 0$, $\delta(H) = x - 1$.

Otázka: Proč nestačí v induktivním důkazu Věty 5.1. zvolit za základ indukce graf $T = K_2$?

Následující věta ukazuje, že pro některé speciální třídy grafů rozdíly velké být nemohou. Důkaz je ponechán jako Cvičení 5.1.8. Další podobné omezení je diskutováno ve Cvičení 5.1.6.

Věta 5.2. *V každém 3-pravidelném grafu G platí $\kappa(G) = \kappa'(G)$.*

Na Obrázku 5.11. je příklad grafu G , ve kterém jsou obě nerovnosti ve Větě 5.1. ostré: $\kappa(G) < \kappa'(G) < \delta(G)$. V G je $\kappa(G) = 1$, $\kappa'(G) = 2$ a $\delta(G) = 3$. Všimněte si, že uvedený příklad grafu neodporuje Větě 5.2., protože G není 3-pravidelný (jeden jediný vrchol je stupně jiného než 3).



Obrázek 5.11.: Graf G , pro který platí $\kappa(G) < \kappa'(G) < \delta(G)$.

V některých knihách se rozlišuje mezi pojmem *separující množina vrcholů*, což je libovolná množina vrcholů S taková, že $G - S$ má alespoň dvě komponenty a mezi *vrcholovým řezem*, což je pak nějaká nejmenší separující množina vrcholů. Podobně se rozlišuje *separující množinu hran* a *hranový řez*. Následující věta pak platí nejen pro mosty, ale je možno ji zobecnit pro libovolný *minimální* hranový řez, ale ne pro obecnou separující množinu hran.

Věta 5.3. *Hrana e je most v souvislém grafu G právě tehdy, když $G - e$ není souvislý a má právě dvě komponenty.*

Důkaz. Jedná se o ekvivalenci, dokážeme obě implikace.

„ \Rightarrow “ Jestliže hrana e je most v grafu G , tak podle definice mostu graf $G - e$ není souvislý graf. Není možné, aby graf $G - e$ měl více než dvě komponenty, protože hrana e má právě dva koncové vrcholy z nejvýše dvou komponent. Pokud by graf $G - e$ měl více než dvě komponenty, tak vrácením hrany e do $G - e$ spojíme dva vrcholy z nejvýše dvou komponent, nevznikl by souvislý graf a e by nebyl most grafu G .

„ \Leftarrow “ Jestliže graf G je souvislý a graf $G - e$ není souvislý, tak $\{e\}$ je v grafu G hranovým řezem s jednou hranou (mostem). \square

Následující lemma je praktické při sestavení grafu s předepsanou souvislostí i při určování souvislosti grafu s využitím znalostí souvislosti jeho podgrafů.

Lemma 5.4. Rozšiřující Lemma

Mějme k -souvislý graf G . Sestavíme graf G' , který vznikne přidáním nového vrcholu v a libovolných alespoň k hran incidentních s vrcholem v . Graf G' je také k -souvislý.

Důkaz. Ukážeme, že souvislost grafu G' je alespoň k . Pokud je G' kompletním grafem, tak má alespoň $k + 2$ vrcholů a triviálně platí $\kappa(G') \geq k$. Jinak označme S libovolný řez grafu G' . Ukážeme, že $|S| \geq k$.

Pokud vrchol $v \in S$, tak množina $S \setminus \{v\}$ je řezem grafu G a platí $|S| \geq k + 1$. A naopak, pokud $v \notin S$, rozlišíme dva případy. Jestliže okolí $N(v) \subseteq S$, tak jistě $|S| \geq k$, a jestliže $N(v) \not\subseteq S$, tak vrchol v a neodebraná část jeho okolí $N(v) \setminus S$ leží ve stejné komponentě grafu $G' - S$. To znamená, že S je současně řezem grafu G a podle předpokladu platí $|S| \geq k$. \square

Cvičení

5.1.1. \heartsuit Mějme libovolné nezáporné celé číslo k . Ukažte, že $2k$ -pravidelný graf neobsahuje most.

5.1.2. Označme $k = \kappa'(G)$, kde $k > 0$, a necht' F je libovolná množina nějakých k hran z $E(G)$. Ukažte, že potom $\omega(G - F) \leq 2$.

5.1.3. Ukažte, že vrcholová verze Cvičení 5.1.2. neplatí. Pro každé $k > 0$ najděte k -souvislý graf G a takovou množinu vrcholů V' , kde $V' \subseteq V(G)$ a $|V'| = k$, že $\omega(G - V') > 2$.

5.1.4. Pro každé $k > 0$ a $r > 1$ nalezněte k -souvislý graf G a takovou množinu vrcholů V' , kde $V' \subseteq V(G)$ a $|V'| = k$, že $\omega(G - V') > r$.

5.1.5. Dokažte, že pro každý hranově k -souvislý graf G , kde $G = (V, E)$, platí $|E| \geq k|V|/2$.

5.1.6. Necht' v grafu G platí $\delta(G) \geq |V(G)| - 2$. Ukažte, že potom platí $\kappa(G) = \delta(G)$. Najděte graf G' , pro který platí $\delta(G') = |V(G')| - 3$ a $\kappa(G') < \delta(G')$.

5.1.7. Necht' v grafu G platí $\delta(G) \geq |V(G)|/2$. Ukažte, že potom platí $\kappa'(G) = \delta(G)$. Najděte graf G' , pro který je $\delta(G') = \lfloor (|V(G')|/2) - 1 \rfloor$ a $\kappa'(G') < \delta(G')$.

5.1.8. Dokažte Větu 5.2., tj. že v každém 3-pravidelném grafu G platí $\kappa(G) = \kappa'(G)$.

5.1.9. Ukažte, že rovnost $\kappa(G) = \kappa'(G)$ platí v každém 1-, 2- a 3-pravidelném grafu G , avšak pro 4-pravidelné grafy rovnost platit nemusí.

5.1.10. Ukažte, že souvislý graf je strom právě tehdy, když každá jeho hrana je most. Platí, že souvislý graf je strom právě tehdy, když každý jeho vrchol je artikulace?

5.1.11. Dokažte, že souvislý graf G je unicyklický právě tehdy, když $|V(G)| = |E(G)|$.

5.1.12. Dokažte, že hrana souvislého grafu je most právě tehdy, když neleží v žádném cyklu.

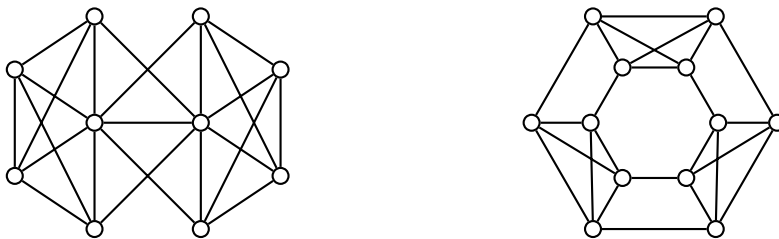
5.1.13. Necht' G je k -souvislý a necht' H je graf, který vznikne z G přidáním vrcholu v a k hran vv_i , $i = 1, 2, \dots, k$, kde v_i jsou navzájem různé vrcholy grafu G . Ukažte, že H je k -souvislý. Mohl by být $(k + 1)$ -souvislý?

5.1.14. Necht' G je k -souvislý graf s n vrcholy a necht' H je graf, který vznikne z G přidáním vrcholu v a n hran vv_i , $i = 1, 2, \dots, n$, kde v_i jsou navzájem různé vrcholy grafu G . Ukažte, že H je $(k + 1)$ -souvislý.

5.1.15. Pro libovolná přirozená čísla a, b, c taková, že $0 < a \leq b \leq c$, sestrojte graf G , pro který platí $\kappa(G) = a$, $\kappa'(G) = b$ a $\delta(G) = c$.

5.1.16. Necht' pro graf G platí $\kappa(G) \geq 1$, $\kappa'(G) \geq 1$. Jaké jsou možné hodnoty $\kappa(G - v)$, $\kappa(G - e)$, $\kappa'(G - v)$, $\kappa'(G - e)$?

5.1.17. Určete vrcholovou souvislost κ , hranovou souvislost κ' i nejmenší stupeň δ grafů G a H na Obrázku 5.12.



Obrázek 5.12.: Grafy G a H .

5.1.18. Ukažte, že každý souvislý 3-pravidelný bipartitní graf je vrcholově 2-souvislý.

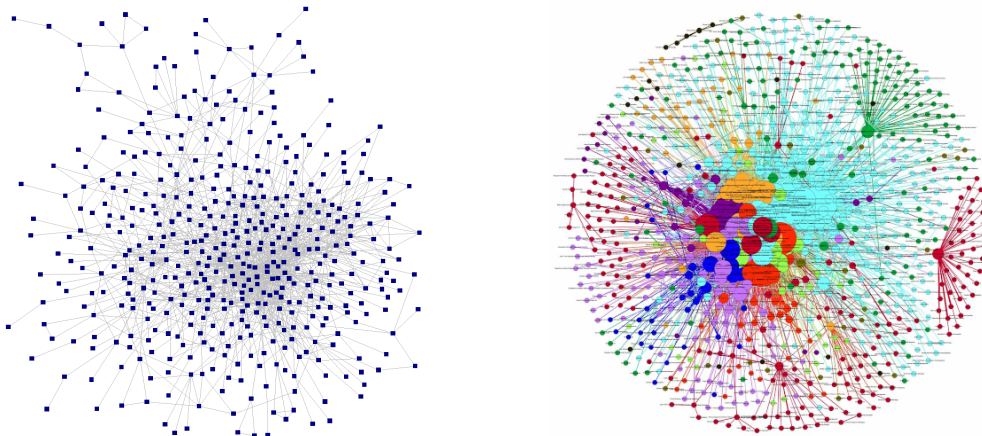
5.1.19. Dokažte tzv. „rozšiřující lemma“. Mějme k -souvislý graf G . Graf G' vznikne z grafu G přidáním nového vrcholu x , který bude sousední s alespoň k vrcholy v množině $V(G)$. Ukažte, že graf G' je také k -souvislý.

5.1.20. Určete počet různých a) vrcholových řezů, b) hranových řezů grafu C_6 , přičemž vrcholy grafu rozlišujeme označením.

5.1.21. Ukažte, že opačná implikace v Lemmatu 5.4. neplatí. Mějme k -souvislý graf G s alespoň $k + 2$ vrcholy. Sestavíme graf G' , který vznikne odebráním vrcholu v (a všech hran incidentních s vrcholem v). Ukažte, že graf G' nemusí být k -souvislý.

5.2. Bloky a artikulace grafů

Při zkoumání vrcholové souvislosti grafů, které reprezentují komunikační nebo sociální sítě, se často setkáme s grafy, které jako celek mají malou vrcholovou souvislost $\kappa(G)$, ale některé části grafu jsou naopak „velmi souvislé“, tj. existují podgrafy s vysokou souvislostí. Na Obrázku 5.13. jsou příklady takových grafů. Na obrázku vlevo je graf, který reprezentuje vztahy v určité skupině lidí kolem vybraného člověka. Obrázek vpravo reprezentuje komunikaci týkající se klimatu, počasí a ekologie v odborné komunitě vědců z oblasti pacifiku. V dalším textu se pokusíme zmíněný jev formalizovat.



Obrázek 5.13.: Příklad grafu, který reprezentuje vztahy v určité skupině lidí.

Definice Blok grafu je maximální souvislý podgraf daného grafu, který nemá artikulaci. Souvislý graf, který nemá artikulaci, se nazývá blok.

Alternativně (ekvivalentně) bychom definici bloku mohli vyslovit popisem vlastnosti (bez užití pojmu artikulace). Ihned z definice artikulace je vidět, že každý podgraf bez artikulace (v podgrafu) je buď vrcholově 2-souvislý graf nebo podgraf, který je příliš malý na to, aby obsahoval artikulaci, tedy podgraf K_2 , respektive komponenta K_1 . Podgraf Můžeme zformulovat následující lemma, které pomůže při nalezení bloku.

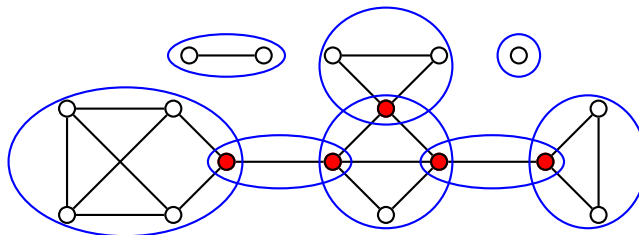
Lemma 5.5. Blok grafu je maximální 2-souvislý podgraf daného grafu nebo podgraf K_2 nebo komponenta K_1 . Graf je blok, jestliže je 2-souvislý nebo je K_2 nebo je K_1 .

Důkaz, že Lemmatu 5.5. je ponechán jako Cvičení 5.2.1.

Otázky:

- Jsou uvedené definice bloku grafu ekvivalentní, nebo je některá obecnější?
- Jsou uvedené definice bloku ekvivalentní, nebo je některá obecnější?
- Existují grafy, ve kterých není žádný blok grafu?

Připomeňme, že slovo „maximální“ v definici bloku grafu neznamená „největší“, ale vztahuje se k inkluzi: je-li B blok grafu G , tak neexistuje jiný takový blok B' grafu G , aby blok B byl vlastním podgrafem bloku B' (viz také strana 9). Na Obrázku 5.14. jsou znázorněny bloky grafu. Podgraf K_1 může být blokem grafu jen je-li v triviální komponentě grafu. Podgraf K_2 (hrana) může být blokem grafu jen v případě, že hrana



Obrázek 5.14.: Graf G , ve kterém jsou zvýrazněné bloky a artikulace.

je mostem v daném grafu, protože každá hrana, která leží na nějakém cyklu je součástí bloku, který tento (2-souvislý) cyklus obsahuje.

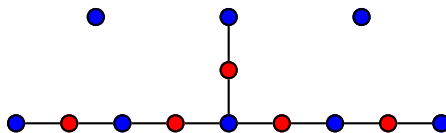
Věta 5.6. Každé dva různé bloky grafu G sdílí nejvýše jeden společný vrchol. Takový společný vrchol je artikulace grafu G .

Důkaz. Tvrzení ukážeme sporem. Pokud by dva bloky B_1 a B_2 daného grafu G obsahovaly alespoň dva společné vrcholy x, y , tak sjednocením bloků $B_1 \cup B_2$ dostaneme souvislý podgraf bez artikulace. Vskutku, odebráním libovolného vrcholu z bloku B_1 nebo z bloku B_2 neporušíme souvislost, protože B_1 i B_2 jsou bloky. Dále po odebrání jednoho společného vrcholu, bez újmy na obecnosti odebereme vrchol x , zůstane podgraf $(B_1 \cup B_2) - x$ souvislý, protože libovolný (u, v) -sled mezi vrcholy bloků $u \in (B_1 - x)$ a $v \in (B_2 - x)$ můžeme získat navázáním (u, y) -sledu a (y, v) -sledu.

Zbývá ukázat, že pokud existuje společný vrchol, tak tento společný vrchol je artikulace. Společný vrchol bloků B_1 a B_2 označme x . Pokud by společný vrchol nebyl artikulací (vrcholovým řezem s jediným vrcholem), tak i po jeho vynechání by zůstal podgraf $(B_1 \cup B_2) - x$ souvislý a B_1 ani B_2 by nemohly být dva různé bloky. \square

Blokový–artikulační graf

Máme-li daný nějaký graf G , který reprezentuje vztahy mezi vrcholy (lidmi, objekty, ...), tak Věta 5.6. může pomoci při studiu struktury grafu s vrcholovou souvislostí $\kappa(G) = 1$. Sestavíme bipartitní graf, ve kterém vrcholy jedné partity budou odpovídat artikulačním grafu G a v druhé partitě bude za každý blok B_i grafu G jeden vrchol b_i . Hranou vb_i spojíme dva vrcholy bipartitního grafu právě tehdy, když se artikulace v nachází v bloku B_i . Výsledný graf nazveme *blokový–artikulační graf* a značíme jej $\text{Blok}(G)$. Na Obrázku 5.15. je graf $\text{Blok}(G)$ grafu G z Obrázku 5.14. Ve Cvičení 5.2.4. ukážeme, že blokový–artikulační graf $\text{Blok}(G)$ je acyklický a pokud je graf G souvislý graf, tak $\text{Blok}(G)$ bude dokonce strom.



Obrázek 5.15.: Graf $\text{Blok}(G)$, jehož modré vrcholy odpovídají blokům a červené vrcholy artikulačním grafu G z Obrázku 5.14.

2-souvislé grafy

Každý blok grafu je 2-souvislý graf. Ukážeme, že v každém 2-souvislém grafu existují mezi každou dvojicí vrcholů dvě „nezávislé“ cesty. Nejprve formálně popíšeme, co rozumíme pod pojmem „nezávislé“ cesty.

Definice Interně disjunktní cesty

Dvě cesty v grafu jsou (*vrcholově*) *disjunktní*, jestliže nemají žádný společný vrchol. Dvě (u, v) -cesty v grafu jsou *interně disjunktní*, jestliže nemají žádný společný vrchol s výjimkou koncových vrcholů u a v . Dvě cesty v grafu jsou *hranově disjunktní*, jestliže nemají žádnou společnou hranu.

Nyní můžeme vyslovit nutnou a postačující podmínku (vrcholové) 2-souvislosti.

Věta 5.7. Graf s alespoň třemi vrcholy je 2-souvislý právě tehdy, když každé dva jeho různé vrcholy jsou spojeny dvěma interně disjunktními cestami.

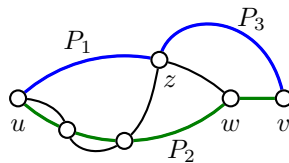
Důkaz. Jedná se o ekvivalenci, proto ukážeme obě implikace.

„ \Rightarrow “ Předpokládejme, že graf G je 2-souvislý. Indukcí vzhledem ke vzdálenosti $\text{dist}(u, v)$ ukážeme, že mezi každými dvěma různými vrcholy u a v existují dvě interně disjunktní cesty.

Základ indukce: Předpokládejme nejprve, že $\text{dist}(u, v) = 1$. Potom, protože G je 2-souvislý, je i hranově 2-souvislý (dle Věty 5.1.) a hrana uv není mostem G . Podle Cvičení 5.1.12. leží hrana uv v nějakém cyklu. Hrana uv je jednou z uv -cest a zbývající hrany cyklu tvoří druhou interně disjunktí uv -cestu.

Indukční krok: Mějme vrcholy u, v grafu G , pro které platí $\text{dist}(u, v) > 1$. Označme $k = \text{dist}(u, v)$ a označme w předposlední vrchol před v na nějaké nejkratší (u, v) -cestě. Protože $\text{dist}(u, w) = k - 1$, tak podle indukčního předpokladu existují v G dvě interně disjunktí (u, w) -cesty P_1 a P_2 . Pokud v leží na některé z cest P_1 nebo P_2 , tak protože jsou interně disjunktí, dostaneme jejich navázáním cyklus a z něj dvě interně disjunktí (u, v) -cesty.

Pokud v neleží na $P_1 \cup P_2$, tak odebráním w z 2-souvislého grafu G dostaneme souvislý graf a v něm najdeme (u, v) -cestu P_3 (P_3 neobsahuje w). Jestliže jsou cesty P_1 , P_2 a P_3 navzájem disjunktí, tak P_1 spolu s hranou wv a cesta P_3 jsou hledané interně disjunktí (u, v) -cesty. Pokud má P_3 společný vnitřní vrchol s P_1 nebo P_2 , tak poslední takový vrchol na (u, v) -cestě P_3 označme z (protože P_3 není kratší než P_1 nebo P_2 , tak z není sousední s v). Bez újmy na obecnosti můžeme předpokládat, že z je vnitřní vrchol cesty P_1 (Obrázek 5.16.). Nyní (u, w) -cesta P_2 spolu s hranou wv (v obrázku je vyznačena zelenou barvou) a (u, z) -podcesta cesty P_1 spolu s (z, v) -podcestou cesty P_3 (v obrázku je vyznačena modrou barvou) tvoří dvě interně disjunktí (u, v) -cesty a tím je tvrzení dokázáno.



Obrázek 5.16.: Cesty P_1 , P_2 , P_3 a dvě interně disjunktí (u, v) -cesty v grafu G .

„ \Leftarrow “ Tato implikace je jednoduchá. Pokud jsou každé dva různé vrcholy u a v grafu G spojeny dvěma interně disjunktími cestami, tak po vynechání libovolného jednoho vrcholu (různého od u, v), jsou oba vrcholy u, v navzájem dosažitelné po alespoň jedné zbývající cestě. Proto graf G neobsahuje artikulaci a je (alespoň) 2-souvislý. \square

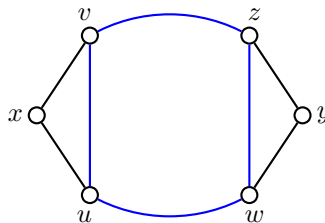
Tvrzení Věty 5.7. zobecníme i pro k -souvislé grafy v Mengerových větách na straně 72. Nyní dokážeme dvě tvrzení, která využijeme pro řadu důkazů ve cvičeních.

Věta 5.8. *Každé dva vrcholy 2-souvislého grafu leží na společném cyklu.*

Důkaz. Mějme dva různé vrcholy $u, v \in G$. Protože G je 2-souvislý, tak podle Věty 5.7. existují mezi u a v dvě interně disjunktí cesty $P = (u = x_1, x_2, \dots, x_n = v)$ a $Q = (u = y_1, y_2, \dots, y_m = v)$. Navázáním cest P a Q dostaneme cyklus, který obsahuje oba vrcholy u a v . \square

Věta 5.9. *Každé dvě hrany 2-souvislého grafu leží na společném cyklu.*

Důkaz. V důkazu využijeme právě dokázanou Větu 5.8. Mám nějaký 2-souvislý graf G a v něm libovolné hrany uv a wz . Do G přidáme dva nové vrcholy x a y a spojíme je hranami xu, xv a yw, yz . Dostaneme graf G' , který je také 2-souvislý (proč?).



Obrázek 5.17.: Konstrukce cyklu C , který obsahuje hrany uv a wz .

Nyní podle Věty 5.8. je graf G' 2-souvislý a vrcholy x a y leží na společném cyklu C' , který nemůže obsahovat hrany uv a wz (Obrázek 5.17.). Nyní stačí v cyklu C' nahradit cestu (u, x, v) hranou uv a cestu (w, y, z) hranou wz . Dostaneme cyklus C , který obsahuje hrany uv a wz . \square

Otázka: Platí některá z Vět 5.8. a 5.9. také pro hranově 2-souvislé grafy? Tj. můžeme říci, že každé dvě hrany nebo každé dva vrcholy hranově 2-souvislého grafu leží na společném cyklu?

Mengerovy věty

Tvrzení Věty 5.7. je možno zobecnit pro libovolný počet k interně disjunktních cest. Analogické tvrzení platí i pro hranově disjunktní cesty.

Věta 5.10. Mengerovy věty

Graf G je k -souvislý právě tehdy, když mezi libovolnými dvěma vrcholy grafu G existuje alespoň k po dvou interně disjunktních cest.

Graf G je hranově k -souvislý právě tehdy, když mezi libovolnými dvěma vrcholy grafu G existuje alespoň k po dvou hranově disjunktních cest.

Důkaz. Uvedeme McCuaigův důkaz z roku 1984 pro první Mengerovu větu: Graf G je k -souvislý právě tehdy, když mezi libovolnými dvěma vrcholy grafu G existuje alespoň k interně disjunktních cest. Tvrzení má tvar ekvivalence, ukážeme obě implikace. Druhou Mengerovu větu ponecháme bez důkazu.

Pro dva nesousední vrcholy u, v řekneme, že množina vrcholů $S \subseteq (V(G) - \{u, v\})$ *separuje vrcholy u, v* , jestliže každá (u, v) -cesta obsahuje nějaký vrchol z množiny S .

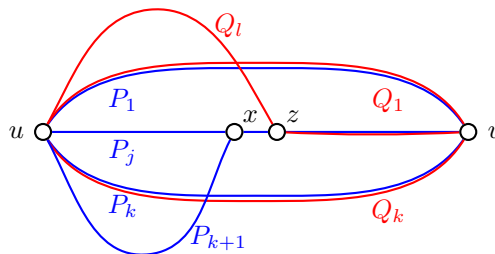
„ \Rightarrow “ Mějme vrcholově k -souvislý graf G a zvolme libovolné dva vrcholy $u, v \in V(G)$. Dále postupujeme indukcí vzhledem ke k .

Základ indukce: Pro $k = 1$ je graf G vrcholově 1-souvislý graf, tvrzení platí z definice souvislosti.

Indukční krok: Jestliže vrcholy u, v jsou sousední, hranu uv odebereme (a implikaci dokážeme i pro graf $G - uv$). Předpokládejme, že G je alespoň $(k + 1)$ -souvislý, kde $k \geq 1$, tj. libovolná množina separující vrcholy u, v obsahuje více než k vrcholů. Sporem ukážeme, že v G existuje alespoň $k + 1$ interně disjunktních (u, v) -cest. Dle indukčního předpokladu existuje v grafu G alespoň k interně disjunktních (u, v) -cest P_1, P_2, \dots, P_k . Množina sestavená z druhých vrcholů (prvních za u) těchto cest neseparuje vrcholy u, v , proto v G existuje (u, v) -cesta P , jejíž první hrana neleží na žádné cestě P_1, P_2, \dots, P_k . Označme x první vrchol cesty P za vrcholem u , který leží na nějaké z cest P_1, P_2, \dots, P_k . Označme P_{k+1} úsek cesty P do vrcholu x , tj. (u, x) -cestu. Mezi všemi možnostmi, jak zvolit cesty P_1, P_2, \dots, P_{k+1} , zvolíme tu, která má nejmenší vzdálenost vrcholů x a v v grafu $G - u$.

Jestliže $x = v$, tak P_1, P_2, \dots, P_{k+1} je hledaný systém cest a důkaz končí. Dále předpokládejme, že $x \neq v$. Podle indukčního předpokladu existuje v grafu $G - x$ alespoň k interně disjunktních (u, v) -cest Q_1, Q_2, \dots, Q_k . Předpokládejme navíc, že ze mezi všemi možnostmi, jak zvolit cesty Q_1, Q_2, \dots, Q_k , zvolíme tu, která obsahuje co nejméně hran grafu G mimo hrany cest P_1, P_2, \dots, P_{k+1} , tj. co nejméně hran z množiny $B = E(G) \setminus \bigcup_{i=1}^{k+1} E(P_i)$.

Označme H takový podgraf grafu G , který je sestavený z vrcholů a hran cest Q_1, Q_2, \dots, Q_k a vrcholu x . Mezi cestami P_1, P_2, \dots, P_{k+1} označme P_j tu cestu, jejíž první hrana nepatří do $E(H)$. Označme y první vrchol cesty P_j za vrcholem u , který patří do $V(H)$. Jestliže $y = v$, tak $Q_1, Q_2, \dots, Q_k, P_j$ je hledaný systém cest a důkaz končí. Dále předpokládejme, že $y \neq v$.



Obrázek 5.18.: Systémy cest P_1, P_2, \dots, P_{k+1} a Q_1, Q_2, \dots, Q_k .

Jestliže $y = x$, tak nejkratší (x, v) -cestu v grafu $G - u$ označme R a označme z první vrchol cesty R , který leží na některé cestě Q_l , $1 \leq l \leq k$ (Obrázek 5.18.). Víme, že vrchol x na žádné této cestě neleží, protože Q_1, Q_2, \dots, Q_k jsou cesty v grafu $G - x$. Potom je ale v grafu $G - u$ vzdálenost $\text{dist}(z, v)$ menší než vzdálenost $\text{dist}(x, v)$ a existence systému cest $Q_1, Q_2, \dots, Q_k, P_j$ je ve sporu s volbou systému cest P_1, P_2, \dots, P_{k+1} .

Jestliže vrchol y leží na některé cestě Q_m , $1 \leq m \leq k$, tak její výchozí úsek: (u, y) -cesta musí mít hranu v množně B . Jinak by cesty P_1, P_2, \dots, P_{k+1} musely mít další společný vrchol kromě vrcholů u, v a x . Jestliže nyní nahradíme výchozí úsek cesty Q_l : (u, y) -cestu výchozím úsekem cesty P_j : jinou (u, y) -cestou, tak dostaneme k interně disjunktních (u, v) -cest v grafu $G - x$, které obsahují méně hran množiny B , než systém Q_1, Q_2, \dots, Q_k , což je spor s volbou systému cest Q_1, Q_2, \dots, Q_k . Tím důkaz končí.

„ \Leftarrow “ Jestliže mezi libovolnými dvěma vrcholy u, v grafu G existuje k interně disjunktních cest, tak odebráním nejvýše $k - 1$ vrcholů porušíme nejvýše $k - 1$ těchto cest. Vrcholy u, v zůstanou navzájem dosažitelné a graf výsledný graf zůstane souvislý. To znamená, že graf G je vrcholově (alespoň) k -souvislý. \square

Všimněte si, že hranově disjunktní cesty *mohou* sdílet vrcholy. Proto i z Mengerových vět ihned plyne, že vrcholově k -souvislý graf je současně hranově k -souvislý, avšak hranově k -souvislý graf nemusí být vrcholově k -souvislý (například graf na Obrázku 5.11.). Můžeme tak považovat tvrzení zaručující existenci k -vrcholově disjunktních cest v k -souvislém grafu v jistém smyslu za silnější, než jeho hranovou analogii.

Ušaté lemma

Na závěr uvedeme jednu zajímavou nutnou a dostatečnou podmínku pro to, aby graf byl vrcholově 2-souvislý. Nejprve zavedeme pojem „ucha“ v grafu.

Definice Ucho v grafu

Ucho je každá taková cesta v grafu G , jejíž vnitřní vrcholy jsou v grafu G stupně 2 a jejíž koncové vrcholy buď splývají nebo jsou v grafu G stupně alespoň 3.

Všimněte si, že podle definice koncové vrcholy ucha nemohou být stupně 1. Koncové vrcholy jsou stupně 2 pouze v případě, že G je cyklus, jinak musí koncové vrcholy být stupně alespoň 3. Dále, uchem může být i cesta P_2 , která nemá žádný vnitřní vrchol.

Hassler Whitney dokázal v roce 1932 následující tvrzení, které charakterizuje 2-souvislé grafy.

Lemma 5.11. Ušaté lemma⁸

Graf G je 2-souvislý právě tehdy, když jej lze získat z cyklu přidáním uší. Navíc, za výchozí cyklus můžeme zvolit libovolný cyklus v grafu G .

Důkaz.

„ \Rightarrow “ Mějme 2-souvislý graf G a v něm zvolme libovolný cyklus C . Označme $G_0 = C$ a G_i takový podgraf grafu G , který vznikne z grafu G_0 postupným přidáním i uší. Jestliže $G_i \neq G$, tak vždy můžeme najít nějakou hranu $uv \in E(G) \setminus E(G_i)$. Dále zvolíme libovolnou hranu $xy \in E(G_i)$, což můžeme udělat neboť G_0 má neprázdnou množinu hran.

Graf G je 2-souvislý a podle Věty 5.9. můžeme v G najít cyklus C' , který obsahuje obě hrany uv i xy . Označme cestu P takovou část cyklu C' , která obsahuje hranu xy a pouze koncové vrcholy cesty P leží v podgrafu G_i . Všimněte si, že cesta P tvoří ucho, které můžeme přidat do grafu G_i a sestavit větší podgraf G_{i+1} grafu G , který vznikl z cyklu C přidáváním uší.

Uvedený proces můžeme opakovat. Přidávání uší skončí až celý graf G vznikne z cyklu C postupným přidáním uší.

„ \Leftarrow “ Protože každý cyklus je 2-souvislý graf, tak stačí ukázat, že přidáním uší 2-souvislost neporušíme. Označme u, v koncové vrcholy ucha P . Dále graf, který vznikne přidáním nové hrany mezi vrcholy u, v , označme $G + uv$. Je-li ucho tvořeno hranou uv , tak graf $G + uv$ jistě zůstane 2-souvislý. Každé dva vrcholy původního grafu jsou spojeny dvěma interně disjunktními cestami. Označme P' jednu z cest mezi vrcholy u, v v grafu G . Cesta P tvoří spolu s cestou P' cyklus C , a proto i mezi každými dvěma vrcholy cesty P jsou dvě interně disjunktní cesty v cyklu C , a proto jsou i v grafu G s přidáním uchem P . Tvrzení nyní plyne z Věty 5.7. \square

Cvičení

5.2.1. Ukažte, že Lemma 5.5. dává alternativní popis bloku.

⁸ Ačkoli se jedná o neživotná „ucha“, v běžné řeči se při popisu často používá životná forma „uší“.

5.2.2. Graf G' nazveme rozdělením grafu G , jestliže vznikne z G přidáním vrcholů stupně 2 do jeho hran, tedy hranu uv nahradíme dvojicí hran uw a wv , kde w je nový vrchol G' , nebo dokonce (u, v) -cestou u, w_1, w_2, \dots, v (definice je na straně 112). (Graf G' potom také nazýváme homeomorfním obrazem nebo homeomorfem grafu G .) Použijte rozdělení grafu pro důkaz Věty 5.9.

5.2.3. Nechť netriviální souvislý graf G neobsahuje sudé cykly. Dokažte, že potom každý blok grafu G je buď K_2 nebo lichý cyklus.

5.2.4. Máme dán graf G . Ukažte, že graf $\text{Blok}(G)$ je acyklický, a je-li G souvislý, tak $\text{Blok}(G)$ je strom.

5.2.5. Ukažte, že každý souvislý graf, který není blokem, obsahuje alespoň dva koncové bloky. Koncový blok je blok, obsahující jedinou artikulaci.

5.2.6. Můžeme v zadání předchozího Cvičení 5.2.5. vynechat požadavek souvislosti?

5.2.7. Můžeme v zadání Cvičení 5.2.5. místo souvislosti požadovat existenci alespoň jedné hrany?

5.2.8. Určete největší množství artikulací, které mohou ležet v souvislém grafu s n vrcholy.

5.2.9. Jaké je největší množství artikulací, které mohou ležet v jediném bloku konečného grafu s n vrcholy.

5.2.10. Nechť G na více než dvou vrcholech má $\kappa(G) = 1$. Ukažte, že potom G obsahuje takovou artikulaci w , že všechny bloky obsahující w s výjimkou nejvýše jednoho, jsou koncovými bloky G .

5.2.11. Ukažte, že souvislý sudý graf (sudý graf má všechny vrcholy sudého stupně; definice je na straně 129) neobsahuje žádný most.

5.2.12. Ukažte, že pro každé liché k , $k = 2t + 1$, existuje k -pravidelný graf, který obsahuje most.

5.2.13. Dokažte nebo vyvráťte: V každém 2-souvislém grafu G existuje cyklus C takový, že $G - V(C)$ je souvislý graf.

5.2.14. Ukažte, že v každém grafu s alespoň jednou hranou existují alespoň dva vrcholy, které nejsou artikulacemi.

5.2.15. Mějme graf G , jehož každá hrana se vyskytuje v nejvýše jednom cyklu. Ukažte, že každý blok grafu G je buď K_2 , nebo cyklus, nebo izolovaný vrchol.

5.2.16. Dokažte nebo vyvráťte: a) Jestliže průměr grafu G je nejvýše 2, tak jeho doplněk obsahuje izolovaný vrchol; b) Jestliže graf G s průměrem 2 obsahuje artikulaci, tak jeho doplněk obsahuje izolovaný vrchol.

Kapitola 6. Párování a pokrytí

6.1. Párování

V této kapitole se budeme věnovat pojmu *párování* . Jak název naznačuje, budeme tvořit páry, dvojice. Párování souvisí s řadou praktických problémů. Vezmeme například skupinu pracovníků, kteří v rámci podniku často komunikují telefonem při řešení společných úkolů. Sestavíme graf, jehož vrcholy odpovídají pracovníkům a každá dvojice, která spolu pravidelně komunikuje telefonem, bude spojena hranou. Je přirozené zjistit, kolik pracovních hovorů můžeme vést současně (konferenční hovory neuvažujeme). Hledáme co největší nezávislou množinu hran v grafu. Uvědomte si, že omezení úlohy není dáno jen technickými možnostmi telefonní ústředny, ale také strukturou grafu: kdo s kým potřebuje a kdo může komunikovat, protože každý člověk může v danou chvíli komunikovat jen s jedním dalším člověkem.

Na straně 78 popíšeme další úlohu, tzv. „přiřazovací problém“, který odpovídá hledání párování v bipartitním grafu.

Definice Párování v grafu

Nezávislá množina hran M grafu G se nazývá *párováním* . Říkáme, že koncové vrcholy hran v M jsou *spárovány* nebo *satureované* .

Párování budeme obvykle označovat písmenem M z anglického „matching“. V každém grafu párování vždy existuje, stačí vzít prázdnou množinu hran. Přirozeně zajímavá otázka je, kolik *nejvíce* hran může párování v daném grafu obsahovat.

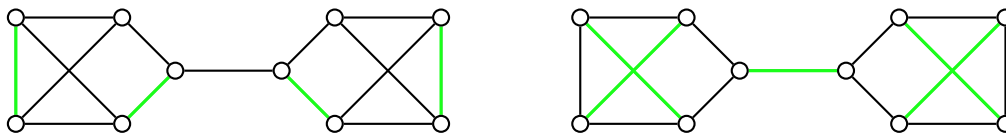
Maximální a největší párování

Definice Řekneme, že párování M v grafu G je *největší* , jestliže pro každé párování M' v grafu G platí $|M| \geq |M'|$. Párování M nazveme *maximální* , jestliže pro každé párování M' takové, že $M \subseteq M'$, platí $M = M'$.

Jinými slovy, párování je maximální, pokud do něj není možné žádnou hranu přidat. Všimněte si, že největší párování je vždy maximální, ale opačná implikace neplatí. Párování M může být maximální, žádnou hranu již není možné do párování přidat, přitom však nemusí být největší. Rozdíl pojmů největší a maximální párování je ilustrován na Obrázcích 6.1. a 6.2.



Obrázek 6.1.: Cesta P_6 s maximálním párováním a s největším párováním.



Obrázek 6.2.: Graf s maximálním párováním, které není největší a stejný graf s největším párováním.

M -alternující a M -rozšiřující cesty

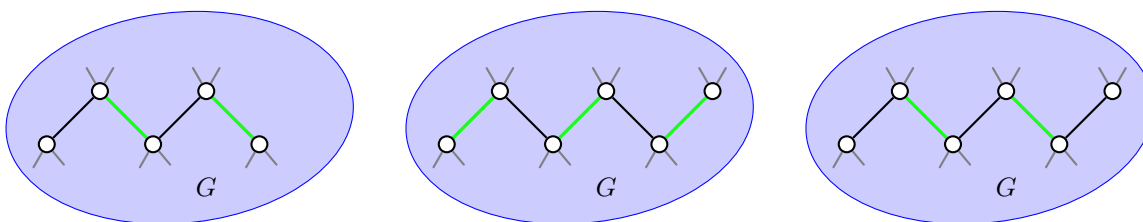
Ukážeme, že existuje poměrně jednoduchá nutná a postačující podmínka pro to, aby nějaké párování M grafu G bylo největší. Abychom mohli podmínku popsat zavedeme následující pojmy.

Definice Mějme nějaké párování M v grafu G . Vrchol v grafu G nazveme M -saturovaným, jestliže je koncovým vrcholem nějaké hrany v M . Jinak se v nazývá M -nesaturovaný. Párování M se nazývá úplné (nebo též perfektní), jestliže je každý vrchol grafu G M -saturovaný.

Netriviální cesta P v grafu G se nazývá M -alternující, jestliže se na cestě P pravidelně střídají hrany, které patří do párování M , a hrany, které do M nepatří. Jestliže navíc oba koncové vrcholy nějaké M -alternující cesty P jsou M -nesaturované, říkáme, že cesta P je M -rozšiřující cesta.

Cesty na Obrázku 6.3. jsou M -alternující, cesta vpravo je i M -rozšiřující. V dalším textu se zaměříme na hledání největšího párování v daném grafu. Párování, které je v daném grafu největší, budeme značit M^* (všimněte si, že takových párování může existovat několik).

Jestliže existuje úplné párování v nějakém grafu G , říkáme, že G má úplné párování. Pochopitelně ne každý graf má úplné párování. Například bipartitní graf $K_{1,n}$ pro $n \geq 2$ nemá úplné párování, ani žádný graf s lichým počtem vrcholů nemá úplné párování.



Obrázek 6.3.: Dvě M -alternující cesty a M -rozšiřující cesta v grafu G (vpravo).

Otázky:

- Najdete v Obrázku 6.2. M -rozšiřující cestu?
- Je některé párování na Obrázcích 6.1. a 6.2. úplné?

Následující věta dává pěknou charakteristiku největších párování, kterou lze snadno algoritmicky prověřit.

Věta 6.1. Párování M v grafu G je největší právě tehdy, když graf G neobsahuje žádnou M -rozšiřující cestu.

Důkaz. Jedná se o ekvivalenci, ukážeme obě implikace $P \Leftrightarrow T$.

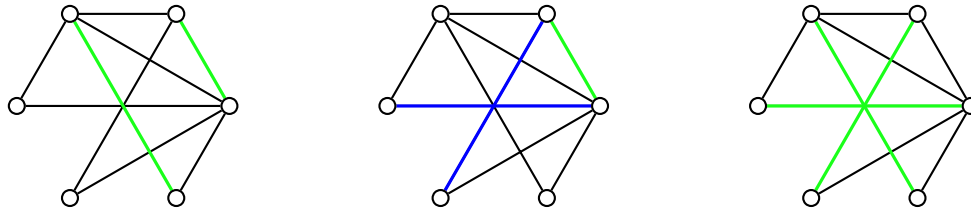
„ \Rightarrow “ Postupujeme nepřímou. Předpokládejme, že G obsahuje nějakou M -rozšiřující cestu P . Ukážeme, že pak párování M není největší.

Každý vnitřní vrchol cesty P je incidentní s jednou hranou patřící do M a jednou hranou, která do M nepatří. Koncové vrcholy cesty P nejsou podle definice incidentní s žádnou hranou v M , proto můžeme z M vynechat všechny hrany, které leží na cestě P (tj. každá druhá hrana cesty P) a místo nich do M přidat všechny hrany cesty P , které do párování M nepatřily (takových hran je o jednu více, včetně první a poslední hrany). Dostaneme párování M' , které má o jednu hranu více než párování M , a proto nebylo párování M největší.

„ \Leftarrow “ Opět postupujeme nepřímou. Předpokládejme, že M není největší párování, tj. existuje větší párování M' . Ukážeme, že G obsahuje nějakou M -rozšiřující cestu.

Sestavíme graf $H = (V(G), E)$, kde do E dáme všechny takové hrany, které patří jen do jednoho párování M nebo M' ($E = M \Delta M'$ je symetrická diference množin M a M'). Protože každý vrchol grafu G je incidentní s nejvýše jednou hranou z párování M a s nejvýše jednou hranou z párování M' , je $\Delta(H) \leq 2$. To znamená, že každá komponenta grafu H je buď cyklus nebo cesta. Navíc, protože se v každém takovém cyklu pravidelně střídají hrany z párování M a z párování M' , jsou všechny cykly v grafu H sudé délky.

Protože M' je větší párování než M , tak graf H musí obsahovat alespoň jednu netriviální komponentu, která má více hran z párování M' než z párování M . Každá triviální komponenta grafu H a každý sudý cyklus mají sudý počet hran, proto musí graf H obsahovat alespoň jednu cestu P liché délky takovou, že obsahuje o jednu hranu z párování M' více než z párování M . Cesta P je současně hledanou M -rozšiřující cestou v grafu G . \square

Obrázek 6.4.: Graf G s párováním M , M -rozšiřující cesta a párování M' .

Příklad 6.1. Je párování M v grafu G na Obrázku 6.4. vlevo největší? Pokud ne, najděte největší párování.

Protože párování M není úplné, zkusíme najít M -rozšiřující cestu. Taková cesta je vyznačena na Obrázku 6.4. uprostřed: zelené hrany do párování M patří a modré hrany do párování M nepatří. Záměnou zelené hrany v množině M za modré hrany dostaneme větší párování M' , které je na Obrázku 6.4. vpravo. ✓

Věta 6.1. dává nejen nutnou a postačující podmínku, kdy je nějaké párování grafu G největší, ale navíc její důkaz dává postup, jak největší párování sestavit. Potřebujeme jen efektivní algoritmus pro hledání M -rozšiřujících cest. Jeden možný postup je následující: můžeme začít množinou nesaturovaných vrcholů a hledat všechny vrcholy (postupem do šířky nebo do hloubky) dosažitelné po alternujících cestách. Pro každý vrchol uchováme informaci o jeho předchůdci na M -rozšiřující cestě. Jakmile najdeme M -nesaturovaný vrchol, můžeme zpětně zrekonstruovat alternující cestu P a záměnou hran cesty P , které do párování M patří a které ne, zvýšit počet hran v párování.

Cvičení

6.1.1. Kolo W_{n+1} je graf, který vznikne z cyklu C_n s vrcholy v_1, v_2, \dots, v_n přidáním vrcholu v_0 a všech hran $v_0v_1, v_0v_2, \dots, v_0v_n$. Určete, pro které hodnoty n má W_{n+1} úplné párování.

6.1.2. Které úplné tripartitní grafy mají úplné párování?

6.1.3. Kolik různých úplných párování mají grafy a) K_n , b) C_n ?

6.1.4. Dokažte, že strom má nejvýše jedno úplné párování.

6.1.5. Pro každé $k > 1$ najděte příklad k -pravidelného grafu, který nemá úplné párování.

6.1.6. Pro každé $p > 0$ najděte graf G a takové jeho maximální párování M , že pro největší párování M^* v grafu G platí $|M^*| = |M| + p$.

6.1.7.♥ Pro každé $p > 0$ najděte souvislý graf G , že pro největší párování M^* v grafu G platí $|V(G)| = 2|M^*| + p$.

6.1.8. Dva hráči hrají následující hru. Střídavě obarvují vrcholy grafu G tak, že první hráč obarvuje modrou barvou, druhý hráč červenou barvou a každý musí vybarvit některý nevybarvený vrchol, který je sousední s vrcholem, jež jeho protivník vybarvil v předchozím tahu. Ten hráč, který nemůže obarvit další vrchol podle pravidel, prohrál. Ukažte, že první hráč může vyhrát vždy, když G nemá úplné párování a druhý hráč může vždy vyhrát, když graf G má úplné párování.

6.1.9. Mějme kubický graf G , který má úplné párování M . Ukažte, že každý most grafu G patří do úplného párování M .

6.1.10. a) Najděte v Petersenově grafu (Obrázek 4.10.) takové maximální párování, které saturuje pouze 6 vrcholů. b) V grafu pravidelného dvanáctistěnu (Obrázek ??) najděte takové maximální párování, které saturuje pouze 12 vrcholů. Dále najděte rozšiřující cesty, pomocí kterých lze najít úplné párování obou graf.

6.1.11.* Mějme k -pravidelný graf G s n vrcholy a nějaké jeho maximální párování M . Kolik nejméně může mít maximální párování grafu G hran? Tj. kolik nejvýše může v grafu G být M -nesaturovaných vrcholů? Najděte příklad takového grafu a jeho maximální párování pro $k = 2$ a $k = 3$?

6.2. Párování v bipartitních grafech

Na straně 31 bylo zavedeno okolí vrcholu v jako množina $N_G(v)$ všech vrcholů, které jsou sousední s vrcholem v v grafu G . Podobně zavedeme okolí množiny vrcholů, případně „ryzí“ okolí množiny vrcholů.

Definice Okolí množiny vrcholů

Je-li $S \subseteq V(G)$, tak *okolí množiny* S je množina všech vrcholů grafu G , které jsou sousední s alespoň jedním vrcholem v S . Okolí množiny S budeme značit $N_G(S)$ nebo $N(S)$. *Ryzí okolí množiny* S je množina všech vrcholů grafu G , které jsou sousední s alespoň jedním vrcholem v S a zároveň nepatří do S .

Okolí množiny vrcholů S v grafu G můžeme také definovat množinovým zápisem

$$N_G(S) = \bigcup_{v \in S} N(v)$$

a ryzí množiny S okolí pak zápisem

$$\bigcup_{v \in S} N(v) \setminus S.$$

Jestliže vrcholy v množině S jsou nezávislé, tak okolí množiny S je současně ryzí.

Příklad 6.2. Úplné párování v grafu $K_{n,n}$ s partitami U a W

Na párování grafu $K_{n,n}$ se můžeme dívat jako na zobrazení z partity U do partity W . Úplné párování tak přiřadí každému vrcholu partity $U = \{u_1, u_2, \dots, u_n\}$ právě jeden vrchol partity W a naopak každému vrcholu partity W lze přiřadit právě jeden vrchol partity U . Protože existuje $n!$ různých bijekcí mezi n -prvkovými množinami, tak v grafu $K_{n,n}$ existuje $n!$ různých úplných párování.

Přiřazovací problém

Pojem bipartitního grafu přirozeně vyvstane u praktických aplikací, kdy vrcholy grafu mají dva různé významy. Bipartitním grafem můžeme například modelovat situaci, kdy máme množinu úkolů, které je nutno vykonat a množinu pracovníků, kteří mohou mít různou kvalifikaci, každý pro vykonání určité podmnožiny úkolů. Hrany takového grafu spojují vždy pracovníka s několika úkoly, žádné hrany nespojují vrcholy, které odpovídají dvěma pracovníkům nebo dvěma úkolům. Přirozenou úlohou je, rozdělit úkoly jednotlivým pracovníkům tak, aby co nejvíce úkolů bylo řešeno současně. Přiřazovací problém pak odpovídá nalezení největšího párování v daném grafu. Ideálně, pokud mají být všechny úlohy vyřešeny, musíme být schopni přidělit úkoly tak, aby každý úkol byl přidělen nějakému pracovníkovi. To odpovídá nalezení takového párování, které saturuje všechny vrcholy v partitě úkolů.

Halova věta

Po chvíli přemýšlení si všimneme, že má-li bipartitní graf úplné párování, tak musí

- obě partity mít stejný počet vrcholů,
- každý vrchol být stupně alespoň 1 (každý vrchol z jedné partity musí být sousední s alespoň jedním vrcholem z druhé partity),
- každé dva vrcholy z jedné partity musí být sousední s alespoň dvěma vrcholy z druhé partity,
- každé tři vrcholy z jedné partity musí být sousední s alespoň třemi vrcholy z druhé partity...

Je zřejmé, že poslední dvě podmínky musí platit pro libovolnou podmnožinu vrcholů v jedné partitě. Následující věta (v anglické literatuře se jí často říká „Marriage theorem“) říká, že takováto nutná podmínka pro existenci úplného párování je zároveň postačující. Všimněte si, že věta je zformulována tak, aby platila i pro $K_{m,n}$, kde $m \neq n$, tj. udává nutnou a postačující podmínku pro existenci párování, které saturuje všechny vrcholy jedné partity.

Věta 6.2. Halova věta

Nechť G je bipartitní graf s partitami U a W . Graf G má párování M , které saturuje všechny vrcholy množiny U právě tehdy, když $|S| \leq |N(S)|$ pro každou podmnožinu $S \subseteq U$.

Důkaz. Jedná se o ekvivalenci, ukážeme obě implikace $P \Leftrightarrow T$.

„ \Rightarrow “ První implikace je snadná. Je-li M párování, které saturuje všechny vrcholy množiny U , potom ke každému vrcholu $u \in U$ existuje právě jeden (různý) vrchol $w \in W$ takový, že $uw \in M$. Proto pro každou podmnožinu $S \subseteq U$ bude podmnožina $N(S) \subseteq W$ (uvědomte si, že $N(S)$ je ryzí okolí množiny S) a bude také obsahovat alespoň tolik vrcholů jako S a platí $|N(S)| \geq |S|$.

„ \Leftarrow “ Důkaz provedeme nepřímo. Ukážeme, že je-li M^* největší párování v G a M^* nesaturuje všechny vrcholy U , potom najdeme takovou množinu $S \subseteq U$, že pro její (ryzí) okolí platí $|N(S)| < |S|$.

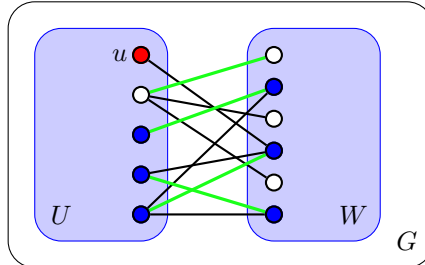
Označme u některý z M^* -nesaturovaných vrcholů v množině U . Podle předpokladu takový vrchol existuje. Dále označme Z množinu všech vrcholů bipartitního grafu G , které jsou dosažitelné z vrcholu u po nějaké M^* -alternující cestě. Všimneme si, že vrchol u je jediný nesaturovaný vrchol v množině Z , všechny

ostatní vrcholy v Z jsou saturovány, protože jinak by M^* nebylo největší párování (dvě Věty 6.1.). Nyní označíme

$$S = Z \cap U, \quad T = Z \cap W.$$

Protože každá M^* -alternující cesta z u spáruje jeden z vrcholů v T s jedním vrcholem v $S \setminus \{u\}$, jistě platí

$$|T| = |S| - 1.$$



Obrázek 6.5.: Bipartitní graf s párováním M^* a modře vyznačenými vrcholy v množině Z .

Z konstrukce množin S a T je zřejmé, že $T \subseteq N(S)$ (Obrázek 6.5.). Ukážeme, že dokonce $T = N(S)$, neboť v $N(S) \setminus T$ nemůže být žádný vrchol x grafu G , protože vrchol x by byl dosažitelný z u po M^* -alternující cestě *liché* délky a byl by M^* -nesaturovaný a párování M^* by nebylo největší. Celkem dostáváme

$$|N(S)| = |T| = |S| - 1 \quad \Rightarrow \quad |N(S)| < |S|.$$

Tím nepřímý důkaz končí. □

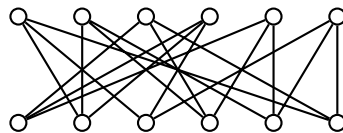
Halova věta se hodí k snadnému důkazu, že v daném bipartitním grafu G neexistuje úplné párování. Pokud najdeme množinu $S \subseteq W$, pro kterou platí $|S| > |N(S)|$, tak G nemá úplné párování. Na druhou stranu, pro nalezení úplného párování je možno použít myšlenky z důkazu Věty 6.1.

Důsledek 6.3. Každý pravidelný bipartitní graf s alespoň jednou hranou má úplné párování.

Důkaz. Mějme pravidelný bipartitní graf G s partitami U a W . Protože všechny hrany v G spojují vždy jeden vrchol z U s nějakým vrcholem ve W , a protože z U vychází celkem $k|U|$ hran a z W vychází celkem $k|W|$ hran, je $|U| = |W|$ (Cvičení 3.3.2.).

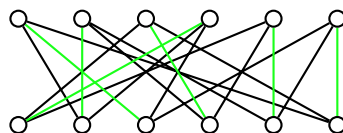
Ukážeme, že každý k -pravidelný bipartitní graf pro $k > 0$ splňuje Halovu větu. Vezmeme libovolnou podmnožinu $S \subseteq U$. Z množiny S vede celkem $k|S|$ hran, proto do $N(S)$ vede alespoň $m = k|S|$ hran. Protože G je pravidelný, je $k|N(S)| \geq m$. Odtud je $k|S| \leq k|N(S)|$, a proto $|S| \leq |N(S)|$. Množina S byla zvolena libovolně, a proto podle Halovy věty má G úplné párování. □

Příklad 6.3. Existuje v grafu G na Obrázku 6.6. úplné párování? Pokud ano, najděte jej.



Obrázek 6.6.: Bipartitní graf G .

Protože graf G je pravidelný bipartitní graf, tak podle Důsledku 6.3. v něm úplné párování existuje. Pokud při konstrukci párování najdeme nějaké maximální párování M , které není úplné, můžeme s využitím Věty 6.1. najít nějakou M -rozšiřující cestu a najít větší párování. Po několika krocích tak úplné párování najdeme. Jedno je uvedeno například na Obrázku 6.7. ✓



Obrázek 6.7.: Úplné párování v bipartitním grafu G .

Cvičení

6.2.1. Dokažte následující modifikaci Hallovy věty (Věty 6.2.): Nechť G je bipartitní graf s partitami U a W . Potom G má úplné párování M právě tehdy, když

$$|S| \leq |N(S)| \text{ pro každou množinu } S \subseteq (U \cup W).$$

Ukažte, že podmínku bipartitnosti nelze vynechat.

6.2.2. Nechť A_1, A_2, \dots, A_m jsou podmnožiny (ne nutně disjunktí) množiny S . Systém různých reprezentantů množin A_1, A_2, \dots, A_m je množina $\{a_1, a_2, \dots, a_m\}$ taková, že $a_i \in A_i$ pro $1 \leq i \leq m$, kde $a_i \neq a_j$ pro $i \neq j$. Ukažte, že množiny A_1, A_2, \dots, A_m mají systém různých reprezentantů právě tehdy, když platí, že $|\bigcup_{i \in J} A_i| \geq |J|$ pro každou množinu $J \subseteq \{1, 2, \dots, m\}$.

6.2.3. Na šachovnici s 64 políčky je možno poskládat 32 dominových kostek (obdélníků o rozměru 1×2 pole) tak, že pokrývají celou šachovnici. Ukažte, že šachovnici, ze které vynecháme dvě diagonálně protilehlá rohová pole, nemůžeme pokrýt dominovými kostkami.

6.2.4. Po vynechání některých dvou polí šachovnice z předchozího Cvičení 6.2.3. je někdy možné pokrýt zbylá pole šachovnice dominovými kostkami a někdy to možné není. a) Najděte na šachovnici všechny dvojice polí, které je možno vynechat, přičemž bude možné pokrýt zbytek šachovnice dominovými kostkami. b) Ukažte, jak v úloze a) zbylá pole šachovnice pokrýt dominovými kostkami.

6.2.5.♥ Mějme šachovnici o rozměru $n \times n$ polí pro liché $n \geq 3$. Dokažte, že není možné navštívit jezdcem každé políčko právě jednou, a vrátit se zpět na výchozí políčko.

6.2.6. Mějme bipartitní graf G na $2n$ vrcholech, jehož každá partita má právě n vrcholů. a) Dokažte, že pokud $\delta(G) \geq n/2$, pak G obsahuje úplné párování. b) Platí tvrzení i pro $\delta(G) \geq n/2 - 1$?

6.2.7. Ukažte, že kubický bipartitní graf neobsahuje most.

6.2.8. Zobecněte Cvičení 6.2.7. pro libovolný k -pravidelný graf, kde $k \geq 2$.

6.2.9.♥ Ukažte, že pro $r > 1$ každý r -pravidelný bipartitní graf obsahuje 2-faktor.

6.2.10. Mějme balíček hracích karet, ve kterém jsou karty h různých hodnot každá v b různých barvách. Karty rozložíme na stůl do b řad, kde každá řada má h sloupců. Ukažte, že je možno v každém sloupci vybrat jednu kartu tak, že máme karty všech h hodnot.

6.2.11. Mějme balíček hracích karet, ve kterém jsou karty h různých hodnot každá v b různých barvách. Karty rozložíme na stůl do b řad každé s h sloupci. Ukažte, že je možno postupnou záměnou dvojic karet stejné hodnoty docílit stavu, kdy v každém sloupci jsou karty všech b barev.

6.3. Pokrytí v bipartitních grafech

V předchozí části jsme se věnovali párování, což je množina nezávislých hran M . Vrcholy grafu pak jsou nebo nejsou M -saturované. Nyní budeme vybírat množinu vrcholů (ne nutně nezávislých) tak, aby každá hrana byla incidentní s některým vybraným vrcholem.

Definice Vrcholové pokrytí grafu G je taková podmnožina Q množiny $V(G)$, že každá hrana grafu G je incidentní s alespoň jedním vrcholem z Q . Říkáme, že hrana e je *pokryta* vrcholem u z Q , jestliže hrana e je s vrcholem u incidentní.

V každém grafu pokrytí hran vždy existuje, stačí vzít množinu všech vrcholů $Q = V(G)$. Otázkou je, kolik *nejméně* vrcholů může pokrytí v daném grafu obsahovat.

Minimální a nejmenší pokrytí

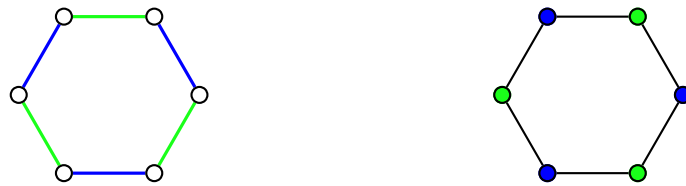
V kapitole 6.2. jsme rozlišovali maximální a největší párování. Podobně budeme nyní rozlišovat minimální a nejmenší pokrytí grafu.

Definice Minimální pokrytí grafu je takové pokrytí Q grafu G , že pro každé pokrytí Q' , kde $Q' \subseteq Q$, platí, že $Q' = Q$ (jinými slovy: každá vlastní podmnožina $Q' \subsetneq Q$ není pokrytím grafu G). Naproti tomu pokrytí Q je *nejmenší* jestliže pro každé pokrytí Q' grafu G platí $|Q| \leq |Q'|$.

Obrázek 6.8.: Graf G s minimálním pokrytím, které není nejmenší a graf G s nejmenším pokrytím.

Pokrytí Q na Obrázku 6.8. vlevo není nejmenší, ale je minimální, protože žádný vrchol nemůžeme z Q vynechat, neboť po vynechání libovolného vrcholu by se nejednalo o pokrytí. Pokrytí Q^* na Obrázku 6.8. vpravo je nejmenší, protože daný graf má průměr 3, a proto na jeho pokrytí jsou potřeba alespoň dva vrcholy.

Podobně jako M^* označuje nějaké největší párování v daném grafu, tak pokrytí, které je v daném grafu nejmenší, budeme značit Q^* . Zdůrazníme, že párování M^* ani pokrytí Q^* nemusí být v grafu G určeno jednoznačně, protože může existovat několik různých největších párování nebo několik nejmenších pokrytí. Symbolem M^* nebo Q^* chceme zdůraznit, že nějaké párování je největší, resp. nějaké pokrytí je nejmenší. Na Obrázku 6.9. jsou dvě různá největší párování (zelené a modré) a dvě různá nejmenší pokrytí v grafu C_6 .

Obrázek 6.9.: Dvě různá největší párování a dvě různá nejmenší pokrytí v grafu C_6 .

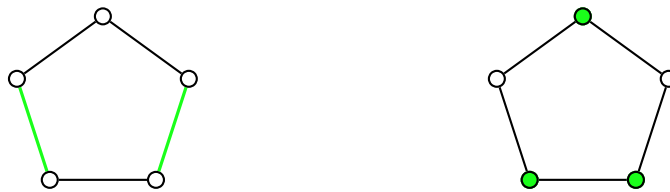
Je snadné si rozmyslet, že v každém grafu je počet vrcholů v nějakém pokrytí Q alespoň tak veliký, kolik je hran v libovolném párování M , protože alespoň jeden z koncových vrcholů každé hrany v párování M musí patřit do pokrytí Q . Platí tedy

$$|M| \leq |Q|.$$

V dalším textu využijeme, že zejména platí

$$|M^*| \leq |Q^*|. \quad (6)$$

Na druhou stranu rovnost v obecném grafu platit nemusí, protože například v cyklu C_5 platí $|M^*| = 2$, ale $|Q^*| > 2$, protože každé dva vrcholy C_5 pokryjí nejvýše čtyři různé hrany a v grafu C_5 je hran pět (Obrázek 6.10.).

Obrázek 6.10.: Maximální párování a minimální pokrytí v grafu C_5 .

Pojmy pokrytí a párování v grafu spolu úzce souvisí. Následující věta ukazuje, že v bipartitních grafech dokonce nastane v nerovnosti (6) rovnost. Větu dokázal již v roce 1931 maďarský matematik Dénes Kőnig⁹.

Věta 6.4. Königova věta

V bipartitním grafu je počet hran největšího párování roven počtu vrcholů nejmenšího pokrytí.

Důkaz. Podle nerovnosti (6) víme, že $|M^*| \leq |Q^*|$. Stačí ukázat, že v bipartitním grafu $G = (U \cup W, E)$ najdeme párování o velikosti $|Q^*|$. Množinu vrcholů nejmenšího pokrytí Q^* rozdělíme na dvě části $S = Q^* \cap U$ a $T = Q^* \cap W$ podle partit bipartitního grafu G . Označíme H_1 a H_2 dva bipartitní podgrafy grafu G , kde graf H_1 je indukovaný podgraf grafu G na vrcholech v množině $S \cup (W \setminus T)$ a graf H_2 je indukovaný na vrcholech v množině $T \cup (U \setminus S)$.

⁹ Všimněte si, že zatímco „ő“ v Kőnigově jméně se správně (maďarsky) píše s dvojitým akutním znaménkem, tak v Kőnigově větě se „ö“ obvykle píše s přehláskou.

Protože $S \cup T = Q^*$ je pokrytí grafu G , tak v G není žádná hrana z partity $U \setminus S$ do $W \setminus T$. Nyní pro každou podmnožinu $X \subseteq S$ je $N_{H_1}(X) \subseteq (W \setminus T)$. Pokud by platilo $|N_{H_1}(X)| < |X|$, tak bychom mohli X nahradit v pokrytí Q^* množinou $N_{H_1}(X)$ a dostali bychom menší pokrytí, protože $N_{H_1}(X)$ pokryje všechny hrany incidentní s vrcholy v množině X , které nejsou pokryty množinou T . To není možné, protože Q^* je nejmenší pokrytí. Podle Hallovy věty (Věta 6.2.) víme, že graf H_1 má párování, které saturuje všechny vrcholy v množině S .

Podobně ukážeme, že graf H_2 má párování, které saturuje všechny vrcholy v množině T . A protože jsou grafy H_1 a H_2 disjunktní (mají různé vrcholové množiny), tak graf G má párování o velikosti $|S| + |T| = |Q^*|$, což je dokazované tvrzení. \square

Otázka: Platí analogické tvrzení k Větě 6.4., že v bipartitních grafech je počet hran maximálního párování roven počtu vrcholů minimálního pokrytí?

Zdůrazněme, že Věta 6.4. platí jen pro bipartitní grafy. Graf G na Obrázku 6.11. je bipartitní, a proto podle Věty 6.4. je $|M^*| = |Q^*| = 4$. Na druhou stranu pro grafy, které nejsou bipartitní, věta neříká nic. Například graf C_5 jistě není bipartitní a v grafu C_5 platí $|M^*| < |Q^*|$ (Obrázek 6.10.). Naproti tomu kompletní graf K_4 není bipartitní, přesto v grafu K_4 platí $|M^*| = |Q^*| = 2$.



Obrázek 6.11.: Bipartitní graf, ve kterém $|M^*| = |Q^*| = 4$.

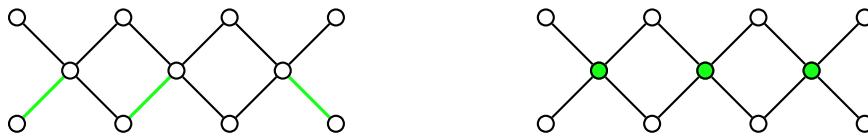
Všimněte si, že pokud najdeme takové párování M a takové pokrytí Q bipartitního grafu G , že $|M| = |Q|$, tak podle Věty 6.4. víme, že M je současně největší párování M^* a Q je současně nejmenší pokrytí Q^* .

Poznámka 6.1. Minimaxová podmínka

Dvojice takových problémů, kdy vždy optimální řešení R_1 jednoho problému maximalizuje nějaký parametr p_1 (obvykle mohutnost nějaké množiny) a optimální řešení R_2 druhého problému minimalizuje nějaký jiný parametr p_2 na stejné množině grafů, přičemž obecně platí $p_1 \leq p_2$ a dosažení optima znamená rovnost $p_1 = p_2$, tvoří tzv. *minimaxovou podmínku*. Pokud v takovém případě najdeme dvojici řešení R_1 a R_2 , ve které parametry obou řešení nabývají stejné hodnoty $p_1 = p_2$, tak jsme *dokázali*, že obě řešení jsou optimální.

Minimaxové podmínky jsou cenným pomocníkem při hledání optimálních řešení. Algoritmy pro nalezení optimálního řešení problémů R_1 a R_2 mohou být komplikovaným, dokonce i NP -úplné, mohou však existovat jednoduché heuristické algoritmy, které ale nemusí zaručit nalezení optimálního řešení. Jen na základě výsledku heuristiky *nemůžeme poznat*, zda řešení je optimální. Pokud ale platí rovnost $p_1 = p_2$ zmíněných parametrů, tak díky minimaxové podmínce je *dokázáno*, že nalezené řešení je optimální.

Příklad 6.4. Například párování v bipartitním grafu na Obrázku 6.12. je největší (má tři hrany), protože nejmenší pokrytí má tři vrcholy. A naopak, pokrytí třemi vrcholy je nejmenší, protože máme párování se třemi hranami.



Obrázek 6.12.: Největší párování M^* a nejmenší pokrytí Q^* grafu G .

Otázka: Může být libovolný rozdíl mezi velikostí největšího párováním a nejmenšího pokrytí? Pokud ano, zkuste najít obecnou konstrukci takového grafu.

Cvičení

6.3.1.♥ Mějme nějakou množinu nezávislých vrcholů S . Ukažte, že $\bar{S} = V(G) \setminus S$ je vrcholové pokrytí.

6.3.2. V libovolném grafu G označme velikost největší nezávislé množiny vrcholů $\alpha(G)$ (vrcholové číslo nezávislosti) a velikost nejmenšího vrcholového pokrytí označme $\beta(G)$. Ukažte, že v každém grafu G s n vrcholy je součet $\alpha(G) + \beta(G) = n$.

6.3.3. Mějme strom T s n vrcholy. Označme velikost největší nezávislé množiny vrcholů $\alpha(G)$ (vrcholové číslo nezávislosti). Vyjádřete velikost největší nezávislé množiny hran $\alpha'(G)$ (hranové číslo nezávislosti) pomocí n a $\alpha'(T)$.

6.3.4. Ukažte, že pro vrcholové číslo nezávislosti (bylo zavedeno ve Cvičení 6.3.2.) libovolného grafu G s n vrcholy platí $\alpha(G) \geq \frac{n}{\Delta(G)+1}$.

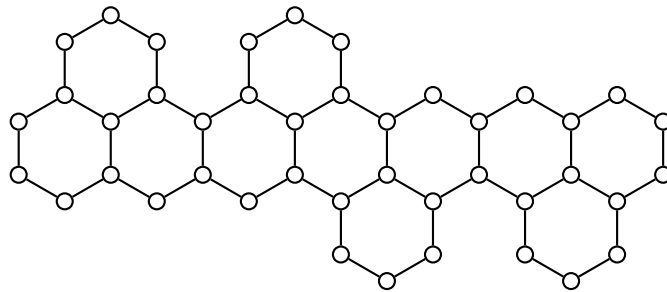
6.3.5. Určete vrcholové číslo nezávislosti cesty P_n a určete co nejmenší maximální (nikoliv největší) nezávislou množinu vrcholů cesty P_n .

6.3.6. Mějme bipartitní graf G s n vrcholy. Ukažte, že velikost největší nezávislé množiny vrcholů $\alpha(G) = n/2$ právě tehdy, když G má úplné párování.

6.3.7. Pro každé přirozené číslo n najděte příklad stromu, ve kterém je počet vrcholů nejmenšího (vrcholového) pokrytí 2 a současně nejmenší nezávislá množina vrcholového pokrytí má $\lfloor \frac{n}{2} \rfloor$ vrcholů.

6.3.8. Označme velikost největší nezávislé množiny hran $\alpha'(G)$ (hranové číslo nezávislosti, neboli počet hran největšího párování grafu G). Ukažte, že každé maximální párování grafu G má alespoň $\alpha'(G)/2$ hran.

6.3.9. Mějme graf G na Obrázku 6.13. Najděte úplné párování grafu G nebo ukažte, že graf G úplné párování nemá.



Obrázek 6.13.: Lovász-Plummerův graf G .

6.4. Úplné párování v obecných grafech

V minulé části jsme se zaměřili na párování a pokrytí v bipartitním grafu. Následující větu, která udává nutnou a dostatečnou podmínku pro existenci úplného párování v obecném grafu, dokázal Tutte v roce 1947. Každou komponentu daného grafu, která má lichý počet vrcholů, budeme nazývat *lichou komponentou*.

Věta 6.5. Tutteova věta

Graf G má úplné párování právě tehdy, když počet lichých komponent v grafu $G - S$ je menší nebo roven počtu vrcholů množiny S pro každou množinu $S \subseteq V(G)$.

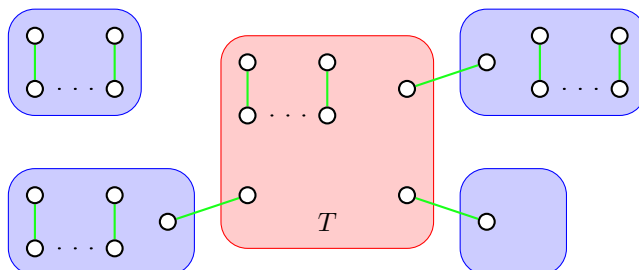
Důkaz. Jedná se o ekvivalenci, ukážeme obě implikace.

„ \Rightarrow “ Protože graf G má úplné párování M , tak v každé liché(!) komponentě grafu $G - S$ je alespoň jeden vrchol spojen hranou z párování M s nějakým vrcholem mimo tuto komponentu, tj. s *jiným* vrcholem v množině S . Proto je počet lichých komponent grafu $G - S$ nejvýše roven $|S|$.

„ \Leftarrow “ Všimněte si, že přidáním hrany mezi dvě komponenty grafu $G - S$ se počet lichých komponent nezvětší, neboť tímto spojením komponenty sudé a liché velikosti dostaneme jednu komponentu liché velikosti a spojením dvou komponent se stejnou paritou velikostí dostaneme jednu komponentu se sudou velikostí. Proto i pro graf $G' = G + e$ a $S \subseteq V(G)$ je počet lichých komponent grafu $G' - S$ menší nebo roven počtu lichých komponent grafu $G - S$. Navíc, pokud graf G' nemá úplné párování, tak ani graf G nemohl mít úplné párování.

Dále postupujeme sporem. Jestliže tvrzení věty neplatí, tak existuje nějaký takový graf G a množina $S \subseteq V(G)$, že $G - S$ má méně než $|S|$ komponent liché velikosti, a přitom G nemá úplné párování. Mezi všemi takovými protipříklady můžeme vybrat takový *maximální* graf G , kdy po přidání libovolné hrany e do grafu G bude graf $G' = G + e$ mít úplné párování. Můžeme předpokládat, že takový maximální protipříklad existuje, neboť přidáním všech chybějících hran bychom dostali kompletní graf na sudém počtu vrcholů, o kterém víme, že má úplné párování. Nyní dojdeme ke sporu tak, že v grafu G najdeme úplné párování. Množinu všech vrcholů stupně $|V(G) - 1|$ v grafu G označme T . Rozlišíme dva případy:

- 1) Jestliže všechny komponenty grafu $G - T$ jsou kompletní grafy, tak v každé komponentě najdeme úplné párování, které saturuje všechny komponenty vrcholy s výjimkou jednoho vrcholu v každé liché komponentě (Obrázek 6.14.). Podle předpokladu obsahuje množina T alespoň tolik vrcholů, kolik je lichých komponent grafu $G - T$, a každý vrchol množiny T je sousední se všemi vrcholy grafu G . Proto můžeme saturovat všechny nesaturované vrcholy v lichých komponentách vždy nějakou hranou do vrcholu v množině T . Indukovaný graf na zbývajících vrcholech množiny T je úplný a obsahuje sudý počet vrcholů, neboť doposud byl saturován sudý počet vrcholů grafu G a z nutné podmínky pro $S = \emptyset$ víme, že celý graf G má sudý počet vrcholů.



Obrázek 6.14.: Množina T a párování grafu G .

- 2) Jestliže nějaká komponenta grafu $G - T$ není kompletní graf, tak nějaká komponenta grafu $G - T$ obsahuje dva nesousední vrcholy x, y (ve vzdálenosti 2) se společným sousedem $z \notin T$. Navíc, protože vrchol z nepatří do množiny T , existuje v grafu $G - T$ vrchol w , který není sousední s vrcholem z (Obrázek 6.15.).



Obrázek 6.15.: Cyklus C je vyznačen modře, vybrané hrany párování M_1 zeleně a vybrané hrany párování M_2 červeně.

Protože za graf G jsme vybrali maximální graf bez úplného párování, tak grafy $G + xy$ i $G + zw$ mají úplná párování, která označíme M_1 a M_2 . Nyní pečlivým rozбором hran v množině $M_1 \Delta M_2$ najdeme v grafu G úplné párování, které neobsahuje hranu xy ani hranu zw , a dostaneme hledaný spor. Označme $N = M_1 \Delta M_2$. Protože hrana xy patří pouze do párování M_1 a hrana zw patří pouze do párování M_2 , tak $xy, zw \in N$. Dále, protože každý vrchol je saturován jednou hranou párování M_1 a jednou hranou párování M_2 , tak každý vrchol grafu $H = (V(G), N)$ (vybereme pouze hrany, ve kterých se párování M_1 a M_2 liší) je stupně 0 nebo 2. Komponenty grafu H jsou proto jen sudé cykly (pravidelně se střídají hrany párování M_1 a M_2) nebo izolované vrcholy. Označme C ten cyklus grafu H , který obsahuje hranu xy . Jestliže cyklus C neobsahuje hranu zw , stačí v párování M_1 nahradit ty hrany cyklu C , které patří do párování M_1 za hrany, které patří do párování M_2 (Obrázek 6.15. vlevo). Dostaneme tak úplné párování grafu G .

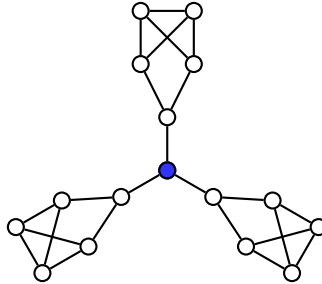
Jestliže cyklus C hranu zw obsahuje, tak na úseku cyklu C , který začíná hranou zw a končí vrcholem x nebo y (bez újmy na obecnosti předpokládejme, že se jedná o vrchol x) nahradíme hrany z párování M_2 za hrany z párování M_1 a přidáme hranu zy (Obrázek 6.15. vpravo). Ve zbývajícím úseku cyklu C ponecháme hrany párování M_1 s výjimkou hranu xy , kterou do párování nezahrneme. Opět dostaneme úplné párování grafu G , což je spor s výběrem grafu G .

Protože předpoklad existence protipříkladu tvrzení věty vedl vždy ke sporu, žádný protipříklad neexistuje a tvrzení věty platí. \square

Otázky:

- Existuje nějaký graf G a taková množina jeho vrcholů S , že graf $G - S$ má právě S lichých komponent?
- Vysvětlíte, jak z nutné podmínky Tutteovy věty plyne, že graf G s úplným párováním má sudý počet vrcholů.

Například graf na Obrázku 6.16. nemá úplné párování. Odebráním vyznačeného vrcholu vzniknou tři liché komponenty, a proto podle Tutteovy věty graf G nemá úplné párování. Naproti tomu například v Petersenově grafu (Obrázek 4.10.) nenajdeme takovou množinu vrcholů S , aby graf $G - S$ měl více než $|S|$ komponent liché velikosti, proto podle Tutteovy věty má Petersenův graf úplné párování (takové párování snadno najdete sami). Bohužel Tutteova věta se hodí spíše pro vyvrácení existence úplného párování v daném grafu, protože ověření počtu lichých komponent grafu $G - S$ pro všechny podmnožiny $G - S$ je náročné. Pro některé speciální třídy grafů platí jednodušší podmínky. Například následující tvrzení plyne přímo z Tutteovy věty, historicky však bylo dokázáno dříve, už v roce 1891 Petersenem.



Obrázek 6.16.: Graf G s vyznačenou artikulací v a třemi lichými komponentami v grafu $G - v$.

Důsledek 6.6. Druhá Petersenova věta

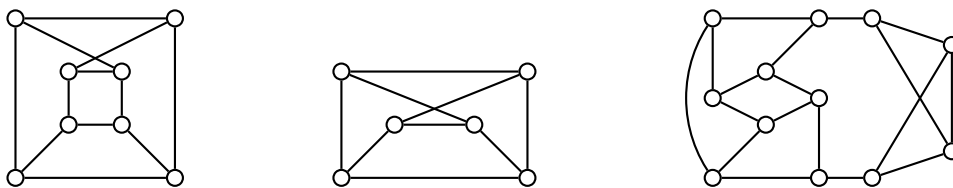
Každý kubický graf bez mostů má úplné párování (1-faktor).

Důkaz. Nechť G je kubický (3-pravidelný) graf bez mostů. Ukážeme že takový graf splňuje předpoklad Tutteovy věty.

Pro libovolnou podmnožinu vrcholů $S \subseteq V(G)$ prozkoumáme počet hran mezi vrcholy v S a lichými komponentami grafu $G - S$. Počet takových hran označíme p . Protože je G kubický graf, je každý vrchol v S incidentní s nejvýše třemi takovými hranami a platí $p \leq 3|S|$.

Součet stupňů vrcholů v každé liché komponentě L grafu $G - S$ je $3v(L) - m$, kde m je počet hran mezi L a S . Podle Věty 1.1. je součet stupňů všech vrcholů v komponentě L sudý, a protože $v(L)$ je liché číslo, tak $m = 3v(L) - \sum_{v \in L} \deg(v)$ musí být liché číslo. Graf G neobsahuje podle předpokladu most, je tedy m větší než jedna, a proto $m \geq 3$. Ze všech ℓ lichých komponent grafu $G - S$ vychází proto alespoň 3ℓ hran do S a dostáváme, že $p \geq 3\ell$. Celkem dostáváme $3\ell \leq p \leq 3|S|$, a proto pro počet lichých komponent grafu $G - S$ platí $\ell \leq |S|$, což podle Tutteovy věty znamená, že G má úplné párování. \square

Všimněte si, že Druhá Petersenova věta (Věta 6.6.) dává jen postačující podmínku pro existenci úplného párování kubického grafu. Kubický graf s mostem může (například graf na Obrázku 6.2.), ale nemusí (například graf na Obrázku 6.16.) mít úplné párování. Naproti tomu kubické grafy na Obrázku 6.17. jsou hranově 2-souvislé a podle Druhé Petersenovy věty mají úplné párování (zkuste v každém grafu úplné párování najít). Stejně tak grafy na Obrázcích 4.2. a 4.5. mají úplné párování.



Obrázek 6.17.: Kubické grafy bez mostů.

Má-li daný graf G úplné párování, tak hrany párování spolu s vrcholovou množinou $V(G)$ tvoří 1-faktor. Podobně, je-li nějaký faktor daného grafu 2-pravidelný, říkáme mu 2-faktor, a jestliže faktor grafu je k -pravidelný, říkáme mu k -faktor.

Větě 6.6. se říká „Druhá“, protože byla spolu s následující větou publikována Petersenem v roce 1891. Následující známé a silné tvrzení dokážeme s využitím Věty 6.3.

Věta 6.7. Petersenova věta

Každý pravidelný graf sudého stupně s alespoň jednou hranou má 2-faktor.

Důkaz. Mějme $2k$ -pravidelný graf G s vrcholy v_1, v_2, \dots, v_n . Každá jeho komponenta je souvislý graf. Později, v Kapitole 11.1., si ukážeme, že v souvislém grafu, ve kterém jsou všechny vrcholy sudého stupně,

existuje uzavřený tah (tzv. eulerovský tah), který obsahuje všechny hrany grafu. Buď T takový uzavřený tah grafu G , který obsahuje všechny hrany grafu G . Sestrojíme bipartitní graf $H = (U \cup W, E)$ tak, že $U = \{u_1, u_2, \dots, u_n\}$ a $W = \{w_1, w_2, \dots, w_n\}$. Hrana $u_i w_j$ bude v množině E právě tehdy, když vrchol v_j bezprostředně následuje za vrcholem v_i v tahu T . Protože v tahu T se objeví každý vrchol přesně k krát, bude bipartitní graf H k -pravidelný.

Podle Důsledku 6.3. má graf H úplné párování. Každá hrana incidentní s vrcholem $u_i \in U$ odpovídá hraně, která vychází z vrcholu $v_i \in V$ a každá hrana incidentní s vrcholem $w_i \in W$ odpovídá hraně, která vchází do vrcholu $v_i \in V$. Proto úplné párování grafu H odpovídá 2-pravidelnému grafu v grafu G .

V každé komponentě původního grafu G takto sestrojíme 2-faktor. \square

Podle Petersenovy věty můžeme dokonce každý $2k$ -pravidelný graf G rozložit na k 2-faktorů, protože odebráním jednoho 2-faktoru zaručeného Větou 6.7. dostaneme graf, který opět splňuje předpoklady Petersenovy věty, a nebo dostaneme graf bez hran.

Odkazy:

- Petersenův článek z roku 1891 <https://projecteuclid.org/journals/acta-mathematica/volume-15/issue-none/Die-Theorie-der-regulären-graphs/10.1007/BF02392606.full>

Cvičení

6.4.1. Bez využití důkazu Věty 6.5. dokažte speciální případ Tutteovy věty: Strom T má úplné párování právě tehdy, pokud počet lichých komponent grafu $T - v$ je roven jedné pro každý vrchol $v \in V(T)$.

6.4.2. Na daném počtu vrcholů najděte a) graf s největším počtem hran, který nemá úplné párování, b)² souvislý graf s největším počtem hran, který nemá úplné párování. Využijte Tutteovu větu.

6.4.3. Jaký může být největší stupeň vrcholů a) v grafu G , b) ve stromu T , který má úplné párování?

6.4.4. Jaký může být největší stupeň vrcholů a) v grafu G se sudým počtem vrcholů, který nemá úplné párování? b) ve stromu T se sudým počtem vrcholů, který nemá úplné párování?

6.4.5. Využijte Tutteovu větu k nalezení charakterizace maximálních grafů (vzhledem k počtu hran) bez úplného párování.

6.4.6. Ukažte, že v kubickém grafu G bez mostů patří každá hrana do nějakého úplného párování grafu G .

6.4.7.* Mějme k -pravidelný graf G se sudým počtem vrcholů, který zůstane souvislý i po odstranění libovolných $k - 2$ hran (G je $(k - 1)$ -souvislý). Ukažte, že graf G má úplné párování.

6.4.8.[♡] Proč není možné zobecnit výsledek Cvičení 6.4.7. i pro grafy s lichým počtem vrcholů?

Kapitola 7. Hranová barvení grafů

Harmonogram pracovních úkonů

V minulé kapitole jsme při formulaci přiřazovacího problému každému pracovníkovi přiřadili jeden úkol. V praxi však můžeme řešit obtížnější úlohu, kdy u jednoho stroje anebo u jednoho obrobku se má vystřídat několik pracovníků. Předpokládáme, že pořadí jednotlivých činností nehraje roli, což úloha sdílených strojů dobře splňuje. Pochopitelně budeme chtít, aby každý pracovník pracoval v daném okamžiku u každého stroje sám. Takovou úlohu můžeme modelovat následujícím způsobem. Budeme mít bipartitní graf jehož jedna jeho partita odpovídá pracovníkům a druhá strojům nebo výrobkům. Hranou spojíme každou takovou dvojici vrcholů x a y , kdy pracovník x má vykonat nějakou činnost u stroje y . Budeme chtít, aby

- v daný časový úsek u stroje pracoval vždy jen jeden pracovník,
- nakonec byly vykonány všechny činnosti,
- soubor všech činností byl dokončen v co nejkratším čase.

Pro modelování uvedeného problému zavedeme pojem hranového barvení bipartitního grafu.

Rozvrhy

Podobný model můžeme použít při sestavování rozvrhů. Máme bipartitní graf, ve kterém jednu partitu tvoří studijní skupiny a druhou vyučované předměty. Stejnou barvou obarvíme všechny hrany, které odpovídají výuce ve stejnou dobu. Pochopitelně nám půjde o takové hranové barvení, ve kterém hrany jedné barvy tvoří nezávislou množinu – párování. Budeme hledat příslušné hranové barvení s co nejmenším počtem barev. Protože na každé učebně může v danou chvíli probíhat výuka jediné skupiny a jediného předmětu (s daným vyučujícím), bude obarvení hran různými barvami odpovídat rozvrhu hodin. Počet barev bude odpovídat celkové délce vyučování.

Otázka: Uvedený model rozvrhu předpokládá, že máme k dispozici neomezený počet učeben. Jak by bylo možné model upravit, aby bylo možno vzít v úvahu, že počet učeben je omezený?

7.1. Hranová barvení a chromatický index grafu

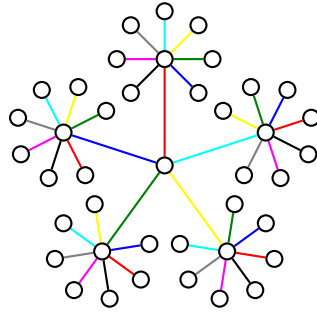
Definice Hranové barvení grafu G je zobrazení c hranové množiny $E(G)$ do množiny barev B . Obvykle je $B = \{1, 2, \dots, k\}$. Je-li $|B| = k$, budeme zobrazení c nazývat hranové k -barvení grafu G . Řekneme, že hrana e je obarvena barvou i , jestliže $c(e) = i$. Číslo i říkáme barva hrany. Hranové barvení se nazývá dobré, jestliže žádné dvě závislé hrany nejsou obarveny stejnou barvou.

Všimněte si, že definice hranového barvení nevyžaduje, aby zobrazení $c : E(G) \rightarrow \{1, 2, \dots, k\}$ bylo surjektivní. Z praktických důvodů je však rozumné předpokládat, že když hovoříme o hranovém k -barvení c , tak v barvení c je všech k barev použito, neboť jinak bychom mohli nepoužité barvy vynechat a barvy přechíslovat tak, abychom dostali hranové l -barvení, kde $l < k$.

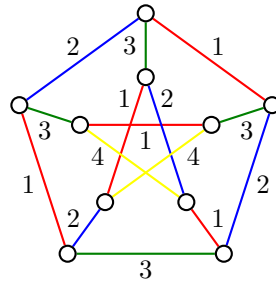
Podle definice dobrého hranového barvení grafu jsou všechny hrany jedné barvy nezávislé a tvoří párování. Graf dobře obarvený k barvami má k párování, která jsou po dvou disjunktní. Příklady dobrých hranových barvení grafů jsou na Obrázcích 7.1., 7.2. a 7.3.



Obrázek 7.1.: Dobré hranové 3-barvení cyklu C_5 a hranové 5-barvení kompletního grafu K_5 .



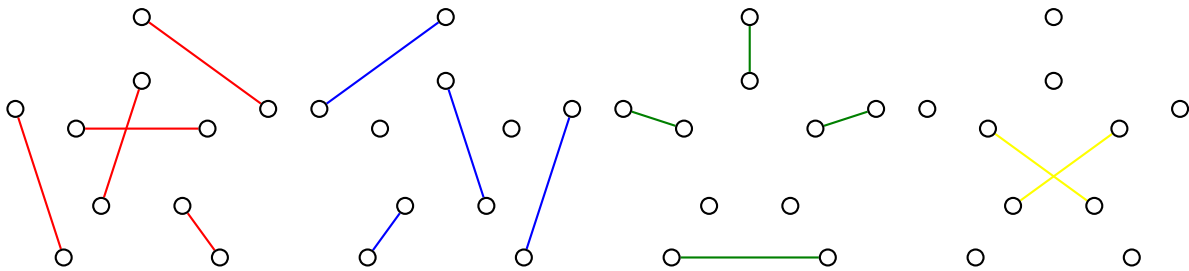
Obrázek 7.2.: Dobré hranové 8-barvení stromu.



Obrázek 7.3.: Dobré hranové 4-barvení Petersenova grafu.

Barevné třídy

Dobrá hranová barvení je možno definovat i pomocí rozkladů hranové množiny grafu G na nezávislé podmnožiny. Rozklady byly zavedeny na straně 9. *Rozkladem hranové množiny $E(G)$* rozumíme takový systém neprázdných podmnožin E_1, E_2, \dots, E_k množiny $E(G)$, že $E_1 \cup E_2 \cup \dots \cup E_k = E(G)$ a $E_i \cap E_j = \emptyset$ pro $i, j = 1, 2, \dots, k$, kde $i \neq j$. Jestliže máme libovolný rozklad množiny $E(G)$, můžeme sestavit hranové barvení grafu G tak, že všem hranám z třídy E_i přiřadíme barvu i . Takové barvení bude dobré, jen pokud je každá třída rozkladu množinou nezávislých hran (párováním). Třídy rozkladu říkáme *barevná třída*, protože se jedná o množinu hran stejné barvy. Protože všechny barevné třídy jsou neprázdné, tak v grafu je použito všech k barev. Na Obrázku 7.4. jsou všechny čtyři barevné třídy dobrého hranového barvení Petersenova grafu z Obrázku 7.3. Vrcholy jsou na obrázku uvedeny pro lepší orientaci, do barevných tříd však nepatří!



Obrázek 7.4.: Čtyři barevné třídy dobrého hranového barvení Petersenova grafu z Obrázku 7.3.

Hrubý odhad počtu barev

Každý graf s m hranami lze triviálně dobře obarvit m barvami a je zřejmé, že počet různých barev použitých při obarvení grafu G nemůže být větší než m . Naproti tomu všechny hrany grafu můžeme obarvit stejnou barvou. Obsahuje-li však graf alespoň dvě závislé hrany (mají společný vrchol a tvoří cestu délky 2), takové barvení nebude dobré. Při řešení praktických úloh (například v souvislosti s motivační úlohou) se ptáme, jaký je *nejmenší* nutný počet k barev, abychom našli dobré hranové k -barvení. Zavedeme následující pojem.

Definice Řekneme, že graf G je *hranově k -obarvitelný*, jestliže existuje jeho dobré hranové barvení k barvami. Nejmenší číslo k takové, že graf G je hranově k -obarvitelný, se nazývá *chromatický index* grafu G a značí se $\chi'(G)$. Graf G se nazývá *hranově k -chromatický*, jsou-li jeho hrany dobře obarveny k barvami a platí $k = \chi'(G)$.

Všimněte si, že je-li daný graf hranově k -obarvitelný, je také hranově l -obarvitelný pro každé $k \leq l \leq |E(G)|$.

Přesné omezení počtu barev

Snadno nahlédneme, že v každém grafu G musí platit $\chi'(G) \geq \Delta(G)$ (viz například Obrázek 7.2.). V některých grafech, jako je například cyklus C_5 nebo graf K_5 na Obrázku 7.1., je potřeba více barev, než jaký je nejvyšší stupeň v grafu. Následující významný a překvapivý výsledek říká, že počet barev potřebný na dobré hranové barvení libovolného jednoduchého grafu G je téměř jednoznačně určen nejvyšším stupněm grafu. Pokud nestačí $\Delta(G)$ barev, tak jistě bude stačit $\Delta(G) + 1$ barev. Větu dokázal Vadim G. Vizing v roce 1964.

Věta 7.1. Vizingova věta

Pro libovolný graf G platí $\Delta(G) \leq \chi'(G) \leq \Delta(G) + 1$.

Důkaz. První nerovnost platí triviálně, protože každé dvě hrany incidentní s vrcholem stupně $\Delta(G)$ musí mít různou barvu. Důkaz druhé nerovnosti bude konstruktivní, ukážeme algoritmus, jak dobré hranové $(\Delta(G) + 1)$ -barvení grafu G najít.

Mějme graf G a nějaký jeho obarvený podgraf G' , který má dobré $(\Delta(G) + 1)$ -barvení. Graf G' může mít i prázdnou množinu hran. Je-li $G' = G$, jsme s důkazem hotovi. V opačném případě označme e nějakou hranu uv grafu G , která nepatří do $E(G')$ (není obarvena žádnou barvou). Ukážeme, jak obarvit hranu e jednou z nejvýše $\Delta(G) + 1$ dostupných barev tak, aby výsledné obarvení grafu $(V(G), E(G') \cup \{e\})$ bylo dobré. Opakováním tohoto postupu dostaneme hledané dobré hranové $(\Delta(G) + 1)$ -barvení grafu G .

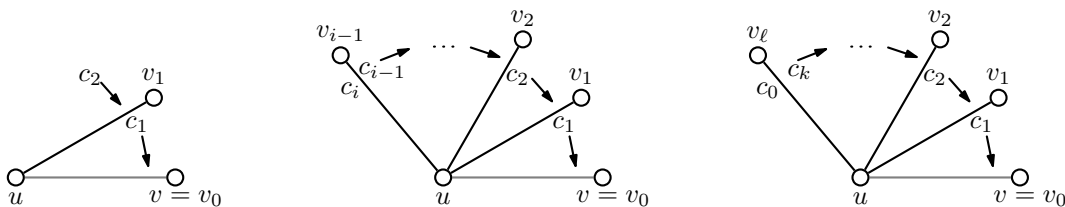
Všimněte si, že v každém $(\Delta(G) + 1)$ -barvení existuje pro každý vrchol x alespoň jedna barva, která se nevyskytuje na hranách incidentních s tímto vrcholem. Každou takovou budeme nazývat *volnou* barvou vrcholu x . Nyní postupně rozlišíme čtyři případy, které mohou nastat.

- 1) Jestliže oba koncové vrcholy u, v hrany e mají volnou barvu c , tak můžeme hranu uv obarvit barvou c a dostaneme hledané dobré hranové barvení grafu $(V(G), E(G') \cup \{e\})$. V dalším textu můžeme předpokládat, že taková neobarvená hrana $e, e = uv$, aby její koncové vrcholy u, v měly společnou volnou barvu, v grafu G' už není.
- 2) Označme c_1 nějakou volnou barvu vrcholu $v = v_0$. Předpokládáme, že c_1 není volnou barvou vrcholu u , a proto barvou c_1 je obarvena některá hrana uv_1 (Obrázek 7.5.).

Dále označme c_2 volnou barvu vrcholu v_1 . Jestliže c_2 je volná barva vrcholu u , tak přebarvíme hranu uv_1 barvou c_2 a hranu uv_0 obarvíme barvou c_1 (Obrázek 7.5. vlevo). Pokud c_2 není volná barva vrcholu u , tak barvou c_2 je obarvena některá hrana uv_2 a volnou barvu vrcholu v_2 označíme c_3 .

Postup opakujeme. Podle volné barvy c_i vrcholu v_{i-1} buď vybereme hranu uv_i s touto barvou a c_{i+1} označíme volnou barvu vrcholu v_i nebo, pokud je c_i také volnou barvou vrcholu u , *posuneme* barvy: přebarvíme barvou c_i hranu uv_{i-1} a barvou c_{i-1} hranu uv_{i-2} , atd. Vždy barvou c_j posuneme na hranu uv_{j-1} pro $1 \leq j \leq i - 1$ (Obrázek 7.5. uprostřed).

Jestliže se takto podaří obarvit všechny hrany grafu, algoritmus končí.



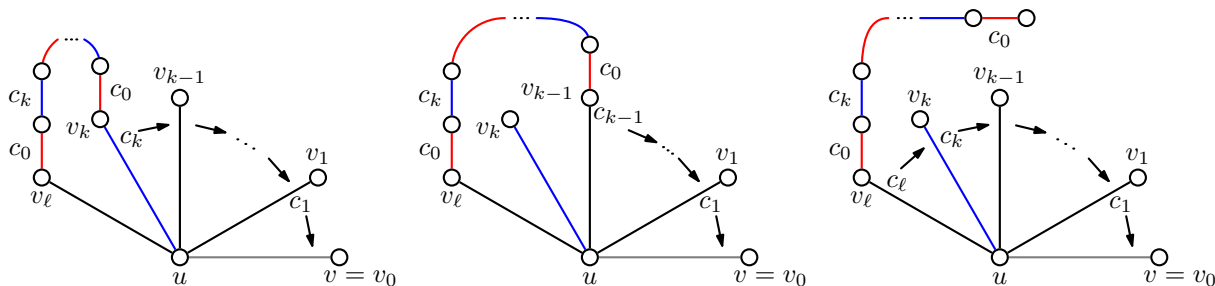
Obrázek 7.5.: Posun barev v důkazu Vizingovy věty.

- 3) Protože k dispozici je $\Delta(G) + 1$ barev a nejvyšší stupeň vrcholu v grafu je omezen, tak nejvýše po $\Delta(G)$ krocích se některá barva zopakuje. Označme ℓ nejmenší takový index, že barva chybějící u vrcholu v_ℓ se již objevila v posloupnosti volných barev c_1, c_2, \dots, c_ℓ . Barvu označíme c_k . Místo abychom na hranu e přidali novou barvu $\Delta(G) + 2$, využijeme opakování barvy c_k a přebarvíme graf G' tak, aby bylo možno hranu e obarvit jednou z daných $\Delta(G) + 1$ barev.

Všimněte si, že barva c_k je volná barva vrcholu v_ℓ i vrcholu v_{k-1} a hrana uv_k má barvu c_k . Je-li c_0 volná barva vrcholu u a současně vrcholu v_ℓ , tak můžeme posunout barvy od vrcholu v_ℓ a barvou c_0 obarvit hranu uv_ℓ (Obrázek 7.5. vpravo). Dále můžeme předpokládat, že barva c_0 *není* volná barva vrcholu v_ℓ .

- 4) Označíme P nějakou maximální (není možné ji prodloužit) alternující cestu s barvami c_0 a c_k , která začíná u vrcholu v_ℓ hranou obarvenou c_0 . Cesta P je určena jednoznačně, protože u každého vrcholu je nejvýše jedna hrana každé barvy. Neobarvené hrany nás nyní nezajímají. Podle toho, kde cesta P bude končit, provedeme posun barev a vzájemně prohodíme alternující obarvení hran cesty P . Rozlišíme několik možností.

- Jestliže cesta P prochází vrcholem v_k (Obrázek 7.6. vlevo), tak poslední hrana této cesty je $v_k u$ obarvená barvou c_k a vrcholem u cesta P končí, protože c_0 je volná barva vrcholu u . Nyní stačí posunout barvy od vrcholu v_k a prohodit alternující obarvení hran cesty P .
- Jestliže cesta P prochází vrcholem v_{k-1} (Obrázek 7.6. uprostřed), tak ve vrcholu v_{k-1} končí a poslední hrana této cesty je obarvená barvou c_k , protože c_k je volná barva vrcholu v_{k-1} . Nyní stačí posunout barvy od vrcholu v_{k-1} a prohodit alternující obarvení hran cesty P .
- Jestliže cesta P neprochází vrcholy v_k ani v_{k-1} , tak neprochází ani vrcholy u (do u může přijít jedině přes vrchol v_k) ani v_ℓ (ve vrcholu v_ℓ začíná). Cesta P může procházet některým z vrcholů v_j , kde $1 \leq j < k - 1$ a poslední hrana může být obarvena barvou c_0 nebo c_k . Vždy však stačí posunout barvy od vrcholu v_ℓ a prohodit alternující obarvení hran cesty P (Obrázek 7.6. vpravo).



Obrázek 7.6.: Cesta P a posun barev.

Ve všech případech jsme dostali dobré hranové $(\Delta(G) + 1)$ -barvení grafu $(V(G), E(G') \cup \{e\})$ a důkaz končí. \square

Důkaz Vizingovy věty je sice komplikovaný, ale je konstruktivní. Dává návod, jak najít dobré hranové $(\Delta(G) + 1)$ -barvení libovolného grafu G . Na druhou stranu algoritmus popsáný v důkazu Věty 7.1. může najít dobré hranové $(\Delta(G) + 1)$ -barvení grafu, který je dobře hranově $\Delta(G)$ -obarvitelný, tj. algoritmus nezaručí použití nejmenšího možného počtu barev, zaručí pouze použití nejvýše $\Delta(G) + 1$ barev.

Grafy třídy 1 a 2

Podle Vizingovy věty rozdělujeme grafy na *grafy třídy 1*, pro které je $\chi'(G) = \Delta(G)$ a na *grafy třídy 2*, pro které je $\chi'(G) = \Delta(G) + 1$. Toto dělení spolu s dalšími parametry pak hraje roli při řešení celé řady jiných problémů. Například pravidelné grafy třídy 1 (s alespoň jednou hranou) mají vždy úplné párování (Cvičení 7.1.1.), zatímco grafy třídy 2 úplné párování mít mohou (Petersenův graf) nebo nemusí (graf na Obrázku 6.16.).

Definice *Vrcholové číslo nezávislosti* udává největší počet nezávislých vrcholů v grafu G . Vrcholové číslo nezávislosti značíme $\alpha(G)$. Podobně *hranové číslo nezávislosti* udává největší počet nezávislých hran v grafu G . Hranové číslo nezávislosti značíme $\alpha'(G)$.

Všimněte si, že hranové číslo nezávislosti není nic jiného než velikost největšího párování v grafu G , tj. platí $\alpha'(G) = |M^*|$.

Vizingova věta neumožňuje snadno poznat, zda na dobré hranové barvení grafu je potřeba $\Delta(G)$ nebo $\Delta(G) + 1$ barev. Následující věta, která je důsledkem Vizingovy věty, dává jedno kritérium, které pomůže rozpoznat grafy, pro které $\Delta(G)$ barev nestačí.

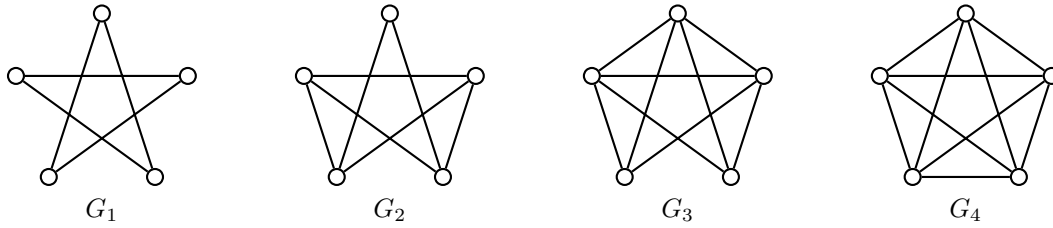
Důsledek 7.2. *Jestliže pro počet hran grafu G platí $|E(G)| > \Delta(G)\alpha'(G)$, potom $\chi'(G) = \Delta(G) + 1$.*

Důkaz. Postupujeme nepřímou. Mějme libovolný graf G a nechť $\chi'(G) = \Delta(G)$. Mějme nějaké dobré $\Delta(G)$ -barvení grafu G . Protože každá barevná třída (množina hran stejné barvy) tvoří párování a obsahuje nejvýše $|M^*| = \alpha'(G)$, dostaneme pro počet hran v grafu $|E(G)| \leq \Delta(G)\alpha'(G)$. To je negace předpokladu věty a důkaz končí. \square

Otázka: Kde se v důkazu Důsledku 7.2. použila Vizingova věta (Věta 7.1.)?

Cvičení

7.1.1.♥ Ukažte, že každý pravidelný graf třídy 1 s alespoň jednou hranou má úplné párování.

Obrázek 7.7.: Grafy G_1 , G_2 , G_3 a G_4 na pěti vrcholech.

7.1.2. Najděte a) příklad grafu, b)* nekonečně mnoho grafů, c)² všechny grafy, které jsou třídy 1, avšak přidáním libovolné hrany se stanou třídy 2.

7.1.3. Určete chromatický index grafů na Obrázku 7.7.

7.1.4. Určete chromatický index grafů na Obrázku 7.8.

Obrázek 7.8.: Grafy G_1 , G_2 na pěti vrcholech.

7.1.5. Ukažte, že v každém pravidelném grafu G s lichým počtem vrcholů a alespoň jednou hranou je $\chi'(G) = \Delta(G) + 1$.

7.1.6. Najděte příklad pravidelného grafu G , který nespĺňuje předpoklad Důsledku 7.2. a přitom $\chi'(G) = \Delta(G) + 1$.

7.1.7. Nalezněte algoritmus hranového $(\Delta(G) + 1)$ -barvení libovolného grafu G .

7.1.8. Dokažte nebo vyvráťte: $\chi'(G \cup H) \leq \chi'(G) + \chi'(H)$.

7.1.9. Najděte dobré hranové barvení grafu Q_n (hyperkrychle řádu n) a dokažte, že $\chi'(Q_n) = \Delta(Q_n)$.

7.1.10. Ukažte, že v libovolném grafu G platí pro vrcholové číslo nezávislosti $\alpha(G) \geq |V(G)|/(\Delta(G) + 1)$.

7.1.11. Ukažte, že Petersenův graf je třídy 2.

7.1.12. Popište všechny grafy G , pro které platí a) vrcholové číslo nezávislosti $\alpha(G) = 1$, b) hranové číslo nezávislosti $\alpha'(G) = 1$, c) velikost nejmenšího vrcholového pokrytí $\beta(G) = 1$, d) velikost nejmenšího hranového pokrytí $\beta'(G) = 1$.

7.1.13.* Dokažte nebo vyvráťte: Každý 4-pravidelný graf, který má úplné párování, je třídy 1.

7.2. Hranová barvení některých speciálních tříd grafů

Rozhodnout, zda daný graf G je třídy 1 nebo třídy 2 není jednoduché. Obvykle to znamená najít dobré hranové $\Delta(G)$ -barvení grafu G nebo ukázat, že $\Delta(G)$ barev nestačí. Při určování chromatického indexu daného grafu G třídy 1 stačí najít dobrá $\Delta(G)$ -barvení grafu G . Při určování chromatického indexu nějakého grafu G třídy 2 můžeme naopak s výhodou využít Důsledek 7.2. Všimněte si, že podle algoritmu z důkazu Věty 7.1. obecně nemůžeme rozhodnout, zda daný graf je třídy 1 nebo 2, neboť algoritmus je navržený tak, aby hledal dobré hranové $(\Delta(G) + 1)$ -barvení grafu i v případě, kdy daný graf je třídy 1. V této kapitole se budeme věnovat chromatickému indexu několika obecných i speciálních tříd grafů.

Chromatický index bipartitních grafů

Následující větu dokázal König již v roce 1916. Říká, že všechny bipartitní grafy (a speciálně i stromy) jsou třídy 1. Důkaz věty ponecháme jako dvojici Cvičení 7.2.2. a 7.2.3.

Věta 7.3. Pro každý bipartitní graf G platí $\chi'(G) = \Delta(G)$.

Hranová barvení cyklů

Chromatický index cyklů C_n určíme snadno. Pro sudé n na dobré hranové barvení stačí pravidelně se střídající dvě barvy. Protože $\Delta(C_n) = 2$, tak podle Vizingovy věty víme, že chromatický index nemůže být menší a tak $\chi'(C_n) = \Delta(C_n) = 2$.

Pro liché n podle Cvičení 7.1.5. víme, že liché cykly jsou třídy 2, protože $\chi'(C_n) = \Delta(C_n) + 1 = 3$. Všimněte si, že vztah pro chromatický index můžeme shrnout

$$\chi'(C_n) = \begin{cases} \Delta(G) + 1 & \text{pro } n \text{ liché,} \\ \Delta(G) & \text{pro } n \text{ sudé.} \end{cases}$$

Přehlednější je zápis s explicitně uvedenými hodnotami chromatického indexu.

$$\chi'(C_n) = \begin{cases} 3 & \text{pro } n \text{ liché,} \\ 2 & \text{pro } n \text{ sudé} \end{cases}$$

Otázky:

- Platí tvrzení, že všechny grafy, které obsahují lichý cyklus, jsou třídy 2?
- Mějme graf G s n vrcholy. Platí $\chi'(G) + \chi'(\bar{G}) = \Delta(K_n) + 1$?

Hranová barvení kompletních grafů

Ve Cvičení 7.2.5. ukážeme, že pro hranová barvení kompletních grafů platí (podobně jako v předchozím odstavci)

$$\chi'(K_n) = \begin{cases} \Delta(G) + 1 & \text{pro } n \text{ liché,} \\ \Delta(G) & \text{pro } n \text{ sudé.} \end{cases}$$

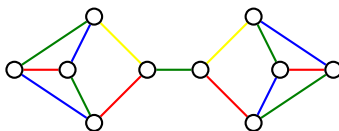
Můžeme také psát

$$\chi'(K_n) = \begin{cases} n & \text{pro } n \text{ liché,} \\ n - 1 & \text{pro } n \text{ sudé.} \end{cases}$$

Hranová barvení planárních grafů

Planárním grafům je Věnována Kapitola 9. Vizing v roce 1965 ukázal, že planární grafy s nejvyšším stupněm vrcholů 8 a více jsou třídy 1. Současně vyslovil hypotézu, že všechny jednoduché planární grafy (planární grafy budou zavedeny v 9. kapitole) s nejvyšším stupněm 6 nebo 7 jsou třídy 1. Sanders a Zhao v roce 2001 ukázali, že všechny jednoduché (bez násobných hran) planární grafy s nejvyšším stupněm 7 jsou třídy 1. Pro planární grafy s nejvyšším stupněm 6 zůstává hypotéza zatím nerozřešena.

Na druhou stranu existují planární grafy s nejvyšším stupněm 2 až 5, které jsou třídy 2. Triviálním příkladem jsou liché cykly. Jeden netriviální příklad je graf G na Obrázku 7.9. (je izomorfní s grafem na Obrázku 6.2.). Ukážeme, že graf G je třídy 2. Pro spor předpokládejme, že G je třídy 1. Graf G je pravidelný (kubický), a proto by každá barevná třída musela být úplným párováním. Podle Cvičení 6.1.9. musí každé úplné párování kubického grafu obsahovat most. To znamená, že G obsahuje nejvýše jedno úplné párování, což je hledaný spor. Nalezení dalších netriviálních příkladů je ponecháno jako Cvičení 7.2.7.



Obrázek 7.9.: Planární graf, který je třídy 2.

Odkazy:

- http://en.wikipedia.org/wiki/Edge_coloring
- https://en.wikipedia.org/wiki/Vizing%27s_conjecture

Cvičení

7.2.1. Dokažte, že $\chi'(K_{n,m}) = \Delta(K_{n,m})$.

7.2.2. Ukažte, že každý bipartitní graf G má $\Delta(G)$ -pravidelný bipartitní nadgraf. Pomocí tohoto tvrzení a Důsledku 6.3. dokažte Větu 7.3.

7.2.3. Nalezněte algoritmus hranového $\Delta(G)$ -barvení bipartitního grafu G .

7.2.4. Ukažte, že v bipartitním grafu G vždy existuje hranové $\delta(G)$ -barvení (ne nutně dobré) takové, že každý vrchol je incidentní s hranami všech $\delta(G)$ barev.

7.2.5. Dokažte, že $\chi'(K_{2n-1}) = \chi'(K_{2n}) = 2n - 1$.

7.2.6. Najděte chybu v následujícím důkazu Věty 7.3.:

Nejprve ukážeme, že každý bipartitní graf $G = (U \cup W, E)$ je podgrafem nějakého $\Delta(G)$ -pravidelného bipartitního grafu. Pokud nejsou partity U a W stejné velikosti, přidáme do menší partity tolik vrcholů, aby byly obě partity stejné velikosti. Dále, protože součet stupňů vrcholů v každé partitě je stejný, najdeme ke každému vrcholu $u \in U$ stupně menšího než $\Delta(G)$ vrchol $w \in W$ stupně menšího než $\Delta(G)$. Jestliže $uw \notin E$, tak spojíme u a w hranou. Pokud však $uw \in E$, tak najdeme nějaké další dva jiné vrcholy $u' \in U$ a $w' \in W$, které jsou sousední, ale w' není sousední s u a u' není sousední s w . Takové vrcholy jistě existují, protože $\deg(u) < \Delta(G)$ a $\deg(w) < \Delta(G)$. Nejprve odebereme hranu $u'w'$ a potom přidáme hrany uw' a $u'w$. Tím se zvýší stupeň vrcholů u a w a stupeň vrcholů u' a w' se nezmění.

Je-li výsledný graf pravidelný, důkaz končí, jinak opakujeme uvedený postup dokud výsledný nadgraf nebude pravidelný.

7.2.7. Najděte a) alespoň tři planární grafy s nejvyšším stupněm větším než 2, které jsou třídy 2, b) nekonečnou třídu planárních grafů s nejvyšším stupněm větším než 2, které jsou třídy 2.

7.2.8.* Ukažte, že všechny planární kubické bez mostů jsou třídy 1.

7.2.9. Najděte příklad grafu G třídy 1, ve kterém nejsou při žádném jeho dobrém $\Delta(G)$ -barvení obarveny hrany nějakého úplného párování stejnou barvou. Tj. žádná jeho barevná třída nemůže být úplným párováním, aniž by se použilo více než $\Delta(G)$ barev. Pokud takový graf neexistuje, dokažte to.

7.2.10. Mějme strom T s n vrcholy a vrcholovým číslem nezávislosti $\alpha(T)$. Najděte vztah pro hranové číslo nezávislosti $\alpha'(T)$.

7.3. Rozklady grafů

V předchozí podkapitole jsme studovali rozklad hranové množiny kompletního grafu na systém podmnožin nezávislých hran. Jedná se o speciální případ obecnějšího postupu.

Definice Rozklad grafu G je takový systém podgrafů G_1, G_2, \dots, G_k , kde každé dva různé podgrafy jsou hranově disjunktní a sjednocením všech podgrafů dostaneme právě graf G . Jestliže navíc jsou všechny podgrafy izomorfní $G_1 \simeq G_2 \simeq \dots \simeq G_k \simeq H$, tak hovoříme o H -rozkladu. Pokud je navíc každý podgraf faktorem grafu G , tak hovoříme o H -faktorizaci grafu G .



Obrázek 7.10.: Rozklad grafu K_6 na podgrafy $C_3, C_3, K_{3,3}$ a C_7 -faktorizace grafu K_7 .

Na Obrázku 7.10. vlevo máme rozklad grafu K_6 na dva podgrafy C_3 (červené a modré hrany) a jeden faktor $K_{3,3}$ (se zelenými hranami). Vpravo je příklad C_7 -faktorizace grafu K_7 . Všimněte si, že do každého rozkladu daného grafu G můžeme přidat libovolný počet triviálních podgrafů a dostaneme opět rozklad grafu G . Proto budeme dále předpokládat, že všechny podgrafy jsou netriviální.

Některé vybrané rozklady grafů

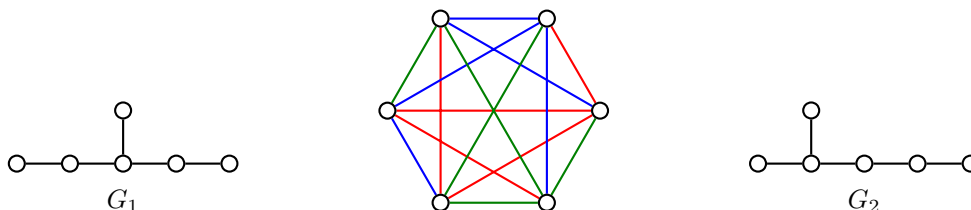
V předchozích kapitolách jsme narazili na několik úloh, jejichž řešení můžeme zformulovat jako rozklad nějakého grafu. V kapitole 6.4. jsme uvedli, že opakovaným užitím konstrukce z důkazu Druhé Petersenovy věty (Věta 6.6.) můžeme pravidelný graf sudého stupně rozložit na 2-pravidelné faktory. Každý z těchto faktorů je sestaven z jednoho nebo více cyklů, a proto každý pravidelný graf sudého stupně je možno rozložit na cykly. Jiný způsob konstrukce rozkladu pravidelného grafu sudého stupně na cykly zmíníme v kapitole 11.1.

Věta 7.3. říká, že pro každý k -pravidelný bipartitní graf G existuje dobré hranové k -barvení. Je zřejmé, že podgraf indukovaný hranami každé barevné třídy je 1-pravidelný faktor grafu G . Proto podle Věty 7.3. existuje rozklad pravidelného bipartitního grafu G na 1-pravidelné faktory. Opakovaným využitím výsledku Cvičení 7.1.1. lze ukázat, že dokonce každý pravidelný graf třídy 1 lze rozložit na 1-pravidelné faktory.

Nutné podmínky existence rozkladu grafů

Snadno nahlédneme, že ne každý rozklad grafu na zvolené podgrafy může existovat. Některé nutné podmínky si snadno rozmyslíme, například počet hran rozkládaného grafu musí být roven součtu hran v jednotlivých podgrafech. Rozklad grafu K_{6v+5} na trojúhelníky K_3 neexistuje, protože počet hran grafu K_{6v+5} je $(3v+2)(6v+5)$ a $3 \nmid (3v+2)(6v+5)$. Pro rozklady pravidelného grafu G na pravidelné podgrafy H musí navíc stupeň grafu G být násobkem stupně grafu H . Například kompletní graf K_{2n} jistě není možno rozložit na cykly, neboť stupeň každého vrcholu grafu K_{2n} je liché číslo a stupeň každého vrcholu v rozkládajícím podgrafu je sudý.

Všechny zmíněné nutné podmínky jsou jednoduché, bohužel nejsou postačující. Pro obecný graf G a jeho podgraf H nejsou známy žádné nutné a postačující podmínky, jejichž splnění by zajistilo, že existenci H -rozkladu grafu G . Takové podmínky nejsou známy ani v nejjednodušším případě, kdy $G = K_n$. Existence H -faktorizace obvykle velmi závisí na struktuře daného grafu. Například kompletní graf K_4 jistě není možno rozložit na dvě kopie grafu $K_{1,3}$ (proč?). Ještě zajímavější je, že kompletní graf K_6 je možno faktorizovat na tři kopie grafu G_1 na Obrázku 7.11. vlevo, rozklad je uveden uprostřed. Ačkoliv graf G_2 (na obrázku vpravo) má stejnou stupňovou posloupnost, tak se dá ukázat, že G_2 -faktorizace grafu K_6 neexistuje.



Obrázek 7.11.: Graf G_1 , G_1 -faktorizace grafu K_6 a graf G_2 , který kompletní graf K_6 nerozkládá.

Postačující podmínky existence rozkladu grafů

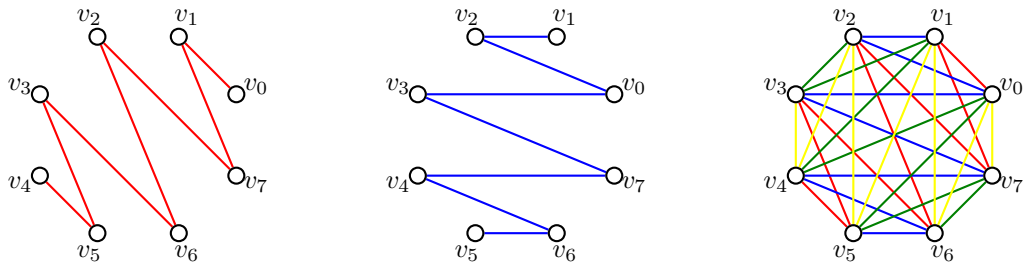
Postačující podmínky existence rozkladů nebo faktorizací se v obecném případě jsou obvykle konstruktivní. Popíšeme, jak nějaký konkrétní rozklad sestavit. Takové konstrukce, zejména H -rozkladů, jsou známy především pro některé pravidelné grafy.

Pro velmi speciální grafy jsou známy i některé existenční podmínky, například existence 1-faktorizace bipartitních grafů z Hallovy věty (Věta 6.2.). Následující příklad ukazuje, jak může popis konstrukce rozkladu vypadat.

Příklad 7.1. Ukažte, že pro každé přirozené číslo n existuje P_{2n} -faktorizace kompletního grafu K_{2n} .

Vrcholy kompletního grafu označme $v_0, v_1, \dots, v_{2n-1}$. Sestavíme cestu $v_0v_1v_{2n-1}v_2v_{2n-2} \dots v_{n+1}v_n$ (Obrázek 7.12.). Přičtením čísla 1 počítáno v modulární aritmetice s modulem $2n$ dostaneme jinou hranově disjunktní cestu P_{2n} . Obecně se dá ukázat, že cesty

$$v_i v_{1+i} v_{2n-1+i} v_{2+i} v_{2n-2+i} \dots v_{j+i} v_{2n-j+i} \dots v_{n+1+i} v_{n+i}$$



Obrázek 7.12.: Dvě hranově disjunktní cesty P_8 a P_8 -faktorizace grafu K_8 .

pro $i = 0, 1, \dots, n - 1$ jsou navzájem hranově disjunktní a tvoří rozklad grafu K_{2n} . Pro $n = 8$ je tvrzení zřejmé z Obrázku 7.12. ✓

V další části postup z Příkladu 7.1. zobecníme. Ukážeme, jak využít ohodnocení grafu H pro nalezení H -rozkladu grafu $G = K_n$.

Ohodnocení a rozklady grafů

Každý graf lze triviálně rozdělit na podgrafy P_2 . Každý souvislý graf se sudým počtem hran lze rozdělit na cesty P_3 (Cvičení 7.3.11.). Vzniká přirozená otázka, kdy lze graf rozdělit na izomorfní stromy. Nutnou podmínku existence takového rozkladu je, aby počet hran stromu T dělil počet hran rozkládaného grafu G Avšak tato nutná podmínka obecně nemusí být postačující (připomeňme Obrázek 7.11.).

Graham a Häggkvist vyslovili hypotézu, že každý $2m$ -pravidelný graf lze rozložit na kopie libovolného stromu T s m hranami. Tato hypotéza není dokázána dokonce ani pro nejpřirozenější případ, kdy $G = K_{2m+1}$. Následující hypotézu publikoval Ringel již v roce 1964.

Hypotéza 7.4. *Necht T je libovolný pevně zvolený strom s m hranami. Kompletní graf K_{2m+1} lze rozložit na $2m + 1$ kopií stromu T .*

Ve stejném roce 1964 publikovali Ringel a Kotzig silnější hypotézu, která je stále otevřená přestože během let získala velkou popularitu a o její řešení se pokoušela řada matematiků. Abychom mohli hypotézu vyslovit, nejprve zavedeme jedno speciální ohodnocení grafu.

Definice Graciózní ohodnocení

Graciózní ohodnocení grafu G s m hranami je takové ohodnocení f vrcholů grafu G , pro které platí, že $f : V(G) \rightarrow \{0, 1, \dots, m\}$ je injektivní zobrazení a platí $\{|f(u) - f(v)| : uv \in E(G)\} = \{1, 2, \dots, m\}$. Graf, pro který existuje graciózní ohodnocení, se nazývá graciózní graf.

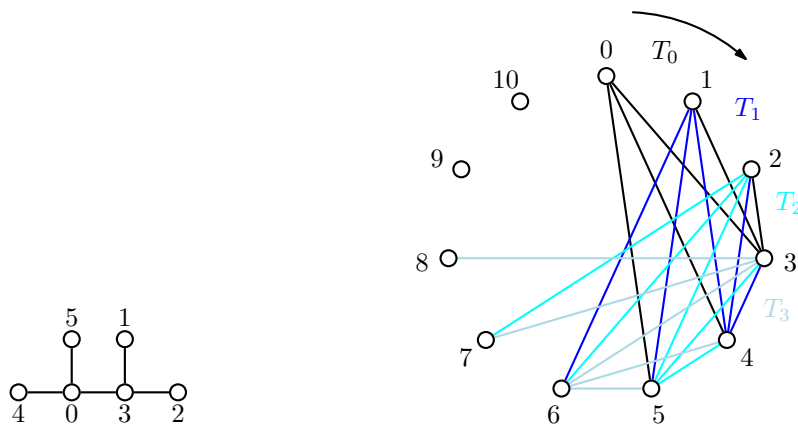
Jinými slovy, graciózní ohodnocení grafu G je takové ohodnocení vrcholů grafu G navzájem různými čísly od 0 po $|E(G)|$, že pro každou hranu je rozdíl ohodnocení koncových vrcholů hrany jiné číslo z množiny $1, 2, \dots, |E(G)|$. Ringelova a Kotzigova říká, že každý strom je graciózní.

Hypotéza 7.5. Hypotéza graciózních stromů

Každý strom má graciózní ohodnocení.

Význam graciózního ohodnocení pěkně demonstruje následující příklad.

Příklad 7.2. Ukážeme, jak graciózní ohodnocení stromu T na Obrázku 7.13. umožní sestavit T -rozklad grafu K_{11} .



Obrázek 7.13.: Strom T s graciózním ohodnocením a rozklad kompletního grafu K_{11} na 11 kopií stromu T .

Nejprve najdeme graciózní ohodnocení stromu T . Sice žádná věta nezaručuje, že takové ohodnocení existuje, avšak například v roce 2003 ověřil Michael Horton hrubou silou pravdivost hypotézy pro všechny stromy s méně než 30 vrcholy. Graciózní ohodnocení stromu T je na Obrázku 7.13. vlevo. Všimněte si, že jsme pro strom s 5 hranami použili čísla $0, 1, \dots, 5$ a rozdíly hodnot koncových vrcholů všech pěti hran jsou právě čísla $1, 2, \dots, 5$.

Dále na Obrázku 7.13. vpravo je ukázáno, jak graciózní ohodnocení umožní rozložit kompletní graf K_{11} na 11 kopií stromu T . Na obrázku jsou naznačeny první čtyři kopie, dalších 7 kopií získáme dalším „pootočením“ nakreslení stromu T . Vzhledem k tomu, že každá hrana má jiný rozdíl hodnot koncových vrcholů, tak žádná hrana kompletního grafu nebude patřit do dvou různých kopií stromu T . Naopak, protože kompletní graf K_{11} má $\binom{11}{2} = 55$ hran a každá z 11 kopií stromu T má 5 hran, tak každá hrana kompletního grafu K_{11} bude patřit do jedné kopie stromu T a bude se proto jednat o T -rozklad grafu K_{11} . ✓

Pozorování z Příkladu 7.2. je možno zobecnit. A. Rosa, Kanadský matematik Slovenského původu, už v roce 1967 dokázal následující větu, kterou uvedeme bez důkazu.

Věta 7.6. *Jestliže strom T s m hranami má graciózní ohodnocení, tak existuje rozklad grafu K_{2m+1} na $2m + 1$ kopií stromu T .*

Není těžké uvidět, že analogická věta platí nejen pro stromy, ale pro jakékoliv grafy s graciózním ohodnocením. Na druhou stranu pro rozklady grafů je mnohem vhodnějším nástrojem tzv. ρ -ohodnocení, které zavedl Rosa také v roce 1967.

Definice ρ -ohodnocení

Mějme graf G s m hranami a s injektivním ohodnocením vrcholů $f : V(G) \rightarrow \{0, 1, \dots, 2m\}$. Délkou hrany xy , kde $xy \in E(G)$, nazveme číslo $\ell(x, y) = \min\{|f(x) - f(y)|, 2m + 1 - |f(x) - f(y)|\}$.

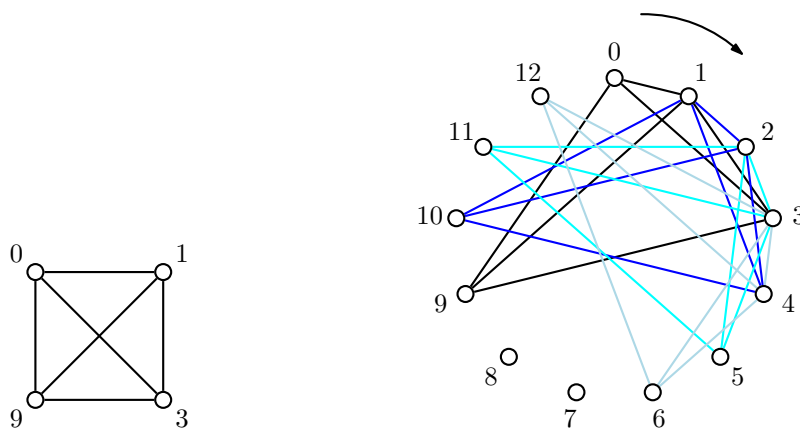
Řekneme, že ohodnocení f je ρ -ohodnocení grafu G , jestliže množina délek všech jeho hran $\{\ell(u, v) : uv \in E(G)\}$ je právě množina $\{1, 2, \dots, m\}$.

Všimněte si, že každé graciózní ohodnocení grafu je současně ρ -ohodnocení. Například ohodnocení stromu T na Obrázku 7.13. vlevo je graciózní a současně se jedná o ρ -ohodnocení stromu T . Opačná implikace však neplatí, ne každé ρ -ohodnocení je graciózní. Například ohodnocení na Obrázku 7.14. je ρ -ohodnocení grafu K_4 , které není graciózní. Bez důkazu uvedeme i následující větu.

Věta 7.7. *Graf G s m hranami má ρ -ohodnocení právě tehdy, když existuje cyklický rozklad grafu K_{2m+1} na $2m + 1$ kopií grafu G .*

Podobně jako graciózní ohodnocení umožní rozklad kompletního grafu na kopie stromů tak ρ -ohodnocení grafu G umožní rozklad příslušného kompletního grafu na kopie grafu G . A pokud požadujeme, aby rozklad byl cyklický (tj. aby ohodnocení každé další kopie odpovídalo zvýšení hodnot vrcholů o jedničku modulo $2m + 1$), tak je to právě ρ -ohodnocení, které takový rozklad umožní. Příklad cyklického ρ -ohodnocení grafu K_4 a příslušný cyklický rozklad grafu K_{13} ukážeme v následujícím příkladu.

Příklad 7.3. Ukážeme, jak ρ -ohodnocení grafu K_4 na Obrázku 7.14. umožní sestavit cyklický K_4 -rozklad kompletního grafu K_{13} .



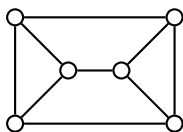
Obrázek 7.14.: Graf K_4 s ρ -ohodnocením a cyklický K_4 -rozklad grafu K_{13} .

Nejprve najdeme ρ -ohodnocení grafu K_4 , je na Obrázku 7.14. vlevo. Všimněte si, že jsme pro ohodnocení grafu s 6 hranami použili některá navzájem různá čísla z množiny $0, 1, \dots, 12$ a rozdíly hodnot koncových vrcholů všech šesti hran jsou právě čísla $1, 2, \dots, 6$.

Dále na Obrázku 7.14. vpravo je ukázáno, jak ρ -ohodnocení umožní cyklicky rozložit kompletní graf K_{13} na 13 kopií grafu K_4 . Na obrázku jsou naznačeny první čtyři kopie, dalších 9 kopií získáme „pootočením“ nakreslení grafu K_4 . Vzhledem k tomu, že každá hrana má jiný rozdíl hodnot koncových vrcholů, tak žádná hrana kompletního grafu nebude patřit do dvou různých kopií podgrafu K_4 . Naopak, protože kompletní graf K_{13} má $\binom{13}{2} = 13 \cdot 6$ hran a každá z 13 kopií grafu K_4 má 6 hran, tak každá hrana kompletního grafu K_{13} bude patřit do právě jedné kopie grafu K_4 a bude se proto jednat o K_4 -rozklad grafu K_{13} . Z obrázku je zřejmé, že uvedený rozklad je cyklický. ✓

Cvičení

7.3.1.♥ Rozložte graf G na Obrázku 7.15. na tři cesty P_4 . Pokud to není možné, pečlivě zdůvodněte.



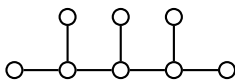
Obrázek 7.15.: Graf G .

7.3.2.♥ Které kompletní bipartitní grafy lze rozložit na dva izomorfní podgrafy? Najděte a popište takový rozklad.

7.3.3. Rozložte Petersenův graf na čtyři cesty libovolné délky. Pokud to není možné, pečlivě zdůvodněte.

7.3.4. Rozložte hyperkrychli Q_3 a) na kopie grafu $K_{1,3}$, b) na kopie grafu P_3 , c) na kopie grafu P_4 , d) na kopie grafu P_5 , e) na kopie grafu P_6 . Pokud to není možné, pečlivě zdůvodněte.

7.3.5. Ukažte, že neexistuje H -rozklad kompletního grafu K_8 , kde H je graf na Obrázku 7.16.



Obrázek 7.16.: Graf H , který nefaktorizuje kompletní graf K_8 .

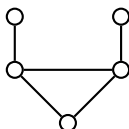
7.3.6.* Ukažte, že každý kubický graf bez mostů je možno rozložit na kopie grafu P_4 . (Nápověda: využijte Větu 6.6.)

7.3.7. Ukažte, že pokud je možno kubický graf G rozložit na cesty P_4 , tak graf G má úplné párování.

7.3.8. Ukažte, že kubický graf má 1-faktor právě tehdy když jej lze rozložit na cesty P_4 .

7.3.9. Rozložte Petersenův graf na tři izomorfní podgrafy a) s průměrem 3, b) s průměrem 4.

7.3.10. Které z následujících grafů tvoří H -rozklad grafu K_6 ? a) C_3 , b) $K_{1,3}$, c) motýlek (dvě nezávislé hrany, jejichž čtyři koncové vrcholy jsou spojeny s pátým vrcholem), d) drak (graf K_4 bez jedné hrany, e) býk (Obrázek 7.17.).



Obrázek 7.17.: Graf „býk“.

7.3.11.* *Dokažte nebo vyvráťte: cesta P_3 rozkládá netriviální souvislý graf G právě tehdy, když G má sudý počet hran.*

7.3.12. *Najděte graciózní ohodnocení cesty P_n .*

7.3.13. *Ukažte, že d -pravidelný graf G lze rozložit na hvězdy $K_{1,d}$ právě tehdy, když G je bipartitní graf.*

7.3.14. *Hvězdou rozumíme bipartitní graf $K_{1,n}$ pro libovolné přirozené číslo n . Lichým grafem rozumíme každý graf, který má všechny vrcholy lichého stupně. Ukažte, že každý netriviální strom je možno a) rozložit na liché hvězdy, b) rozložit na hvězdy tak, aby každý nelistový vrchol byl centrem nejvýš jedné hvězdy, c) rozložit na liché hvězdy tak, aby každý nelistový vrchol byl centrem nejvýš jedné hvězdy.*

7.3.15.* *Lichým grafem rozumíme každý graf, který má všechny vrcholy lichého stupně. Ukažte, že každý les je možno rozložit na nejvýše dva liché podgrafy.*

Kapitola 8. Vrcholová barvení grafů

V minulé kapitole jsme barvili hrany grafu, v této kapitole budeme barvit vrcholy grafu. Nejprve ukážeme několik pěkných praktických motivací.

Skladovací problém

Ve skladu je uloženo mnoho druhů potravin. Podle předpisů řada druhů potravin nemůže být skladována společně, musí být skladovány v oddělených prostorách. Například ovocné saláty nesmí být skladovány společně s čerstvými syrovými vejci nebo krájené salámy nesmí být skladovány společně se syrovým masem. Jaký je nejmenší počet oddělených místností, který ve skladu potřebujeme? Ukážeme, že řešení problému můžeme řešit užitím grafového modelu, ve kterém vrcholy budou odpovídat jednotlivým skladovaným komoditám a hrany budou spojovat vždy ty dva vrcholy, jestliže odpovídající komodity nemohou být skladovány společně.

Plánování zkouškových termínů

Při plánování zkouškových termínů není vhodné, aby se kryly termíny zkoušek dvou kurzů, které mají mnoho společných studentů. Navíc na vysokých školách v některých zemích je jen jediný pokus na vykonání závěrečné zkoušky a zkoušku je možno vykonat jen v jednom pevně stanoveném termínu. V takovém případě je nutné, aby žádné dva kurzy se společným studentem neměly závěrečnou zkoušku ve stejnou dobu.

Sestavíme graf, ve kterém vrcholy odpovídají jednotlivým kurzům a hranou spojíme každé dva kurzy s alespoň jedním společným studentem. Takové obarvení vrcholů grafu, ve kterém žádné dva sousední vrcholy nemají společnou barvu, odpovídá možnému rozvrhu závěrečných zkoušek, přičemž různé barvy odpovídají různým dnům i časům zkoušek. Je sice možné každý vrchol obarvit jinou barvou (v daný čas bude probíhat vždy jen jedna zkouška), to ale není ekonomické. Pochopitelně se budeme snažit minimalizovat počet různých barev vrcholů grafu.

Signální plány křižovatek

Každou křižovatkou prochází různé jízdní pruhy, případně tramvajové koleje a přechody pro chodce nebo i pro cyklisty. Souhrnně se všem takovým jízdním pruhům a cestám říká dopravní proudy. Světelná křižovatka řídí provoz zpravidla pro každý dopravní proud separátně, přičemž dopravní proudy, které se kříží, zpravidla nemohou dostat signál „volno“ současně. (Výjimkou je třeba odbočení vpravo a současný vstup chodců přes odbočku, neboť podle vyhlášky mají chodci přednost.)

Každý dopravní proud by mohl mít samostatný interval, kdy dostane „volno“, avšak to by bylo nepraktické. Dobrý signální plán křižovatky střídá co nejmenší počet časových intervalů tak, aby prodlevy možností křižovatkou projet nebyly zbytečně dlouhé. Některé dopravní proudy tak do křižovatky vstupují současně.

Celou situaci můžeme modelovat grafem, ve kterém *vrcholy* odpovídají dopravním proudům a hrany spojují takové dopravní proudy, které *nemohou* vstoupit do křižovatky současně. Opět hledáme takové obarvení vrcholů co nejmenším počtem barev, aby žádné dva závislé vrcholy nebyly obarveny stejnou barvou.

Další úloze, která odpovídá vrcholovému barvení nějakého grafu, se budeme věnovat v kapitole 9.4.

8.1. Vrcholové barvení a chromatické číslo grafu

Definice *Vrcholové barvení grafu G je zobrazení c vrcholové množiny $V(G)$ do množiny barev B . Obvykle je $B = \{1, 2, \dots, k\}$. Je-li $|B| = k$, budeme zobrazení c nazývat *vrcholové k -barvení* (nebo jen *k -barvení*) grafu G . Řekneme, že vrchol v je *obarven barvou i* jestliže $c(v) = i$. Číslo i říkáme *barva vrcholu*. Vrcholové barvení se nazývá *dobré*, jestliže žádné dva sousední vrcholy nejsou obarveny stejnou barvou.*

Podobně jako u hranových k -barvení opět z praktických důvodů předpokládáme, že když pracujeme s vrcholovým barvením grafu, tak je všech k barev v grafu použito, jinak bychom mohli nepoužité barvy vynechat a zbývající barvy přeznačit.

Uvědomte si, že numerická hodnota vybrané barvy nehraje roli. Při popisu barvení konkrétních grafů proto upřednostňujeme pojmenování barev. Naproti tomu při popisu barvení, kdy není ještě znám počet potřebných barev nebo při implementaci barev v počítači, používáme přirozená čísla.

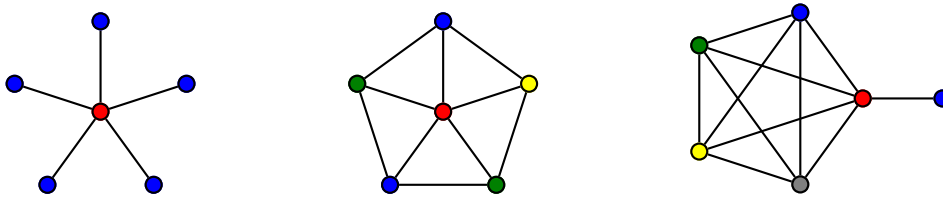
Barevné třídy

Podobně jako u hranového barvení grafu má smysl zavést vrcholové barvení grafu také pomocí rozkladu vrcholové množiny grafu G na nezávislé podmnožiny. Pro některé problémy může být taková formulace vhodnější. *Rozkladem* vrcholové množiny $V(G)$ rozumíme takový systém neprázdných podmnožin V_1, V_2, \dots, V_k množiny $V(G)$, že $V_1 \cup V_2 \cup \dots \cup V_k = V(G)$ a $V_i \cap V_j = \emptyset$ pro $i, j = 1, 2, \dots, k, i \neq j$. Libovolný rozklad množiny $V(G)$ je současně vrcholovým barvením grafu G . Třídy rozkladu říkáme *barevná třída*, protože se jedná o množinu vrcholů stejné barvy. Protože všechny barevné třídy jsou neprázdné, je v grafu použito všech k barev. Jsou-li navíc v každé množině V_i každé dva vrcholy nezávislé, jedná se o dobré barvení grafu G .

Definice Řekneme, že graf G je *vrcholově k -obarvitelný* (nebo jen *k -obarvitelný*), jestliže existuje jeho dobré vrcholové barvení k barvami. Nejmenší číslo k takové, že graf G je vrcholově k -obarvitelný, se nazývá *chromatické číslo* grafu G a značí se $\chi(G)$. Graf G se nazývá *vrcholově k -chromatický*, jsou-li jeho vrcholy dobře obarveny k barvami a platí $k = \chi(G)$.

Definice, podobně jako definice hranové k -obarvitelnosti v předchozí kapitole, je zformulována tak, že vrcholově k -obarvitelný graf, je také vrcholově l -obarvitelný pro každé $k \leq l \leq |V(G)|$.

Všimněte si, že na rozdíl od hranového barvení grafu vysoký stupeň $\Delta(G)$ vrcholů v grafu nevyžaduje vysoký počet barev dobrého vrcholového barvení. Ani malý stupeň $\delta(G)$ nezaručí malý počet barev dobrého vrcholového barvení. Například pro grafy na Obrázku 8.1. platí $\chi(K_{1,5}) = 2$, přičemž $\delta(K_{1,5}) = 1$ a $\Delta(K_{1,5}) = 5$, dále $\chi(W_{1+5}) = 4$, přičemž $\delta(W_{1+5}) = 3$ a $\Delta(W_{1+5}) = 5$ a konečně $\chi(L_{5,1}) = 5$, přičemž $\delta(L_{5,1}) = 1$ a $\Delta(L_{5,1}) = 5$.



Obrázek 8.1.: Dobré vrcholové barvení hvězdy $K_{1,5}$, kola W_{1+5} a lízátka $L_{5,1}$.

Otázky:

- Najdete příklad grafu G , pro který je $\chi(G) < \delta(G)$?
- Najdete příklad grafu G , pro který je $\chi(G) > \Delta(G)$?

Následující věta říká, že pro dobrá barvení kompletních bipartitních grafů a sudých cyklů stačí dvě barvy.

Věta 8.1. *Je-li $G \simeq K_{m,n}$ nebo $G \simeq C_{2n}$, potom $\chi(G) = 2$.*

Důkaz. Protože kompletní bipartitní graf obsahuje alespoň jednu dvojici sousedních vrcholů (proč?), tak na jeho dobré vrcholové barvení potřebujeme alespoň dvě barvy. Označme U a W partity kompletního bipartitního grafu $K_{m,n}$. Obarvíme-li všechny vrcholy U barvou 1 a všechny vrcholy W barvou 2, dostaneme dobré vrcholové barvení grafu $K_{m,n}$, neboť žádné dva sousední vrcholy nejsou obarveny stejnou barvou. Proto $\chi(K_{m,n}) = 2$.

Podobně, na dobré barvení sudého cyklu C_{2n} s vrcholy v_1, v_2, \dots, v_{2n} jsou jistě potřeba alespoň dvě barvy, neboť cyklus obsahuje alespoň dva sousední vrcholy. Dvě barvy stačí, neboť obarvíme-li všechny vrcholy s lichým indexem $i = 1, 3, \dots, 2n - 1$ barvou 1 a vrcholy se sudým indexem $i = 2, 4, \dots, 2n$ barvou 2, dostaneme dobré vrcholové barvení cyklu C_{2n} , protože každý vrchol se sudým indexem je sousední jen s vrcholy s lichým indexem a naopak. \square

Ve Cvičení 8.1.4. ukážeme, že nejen kompletní bipartitní grafy, ale všechny bipartitní grafy jsou vrcholově 2-obarvitelné a bipartitní grafy s alespoň jednou hranou jsou dokonce 2-chromatické. Také pro kompletní grafy a liché cykly umíme chromatické číslo určit snadno.

Věta 8.2. *Je-li $G \simeq K_n$ nebo $G \simeq C_{2n+1}$, potom $\chi(G) = \Delta(G) + 1$.*

Důkaz. Nejprve ukážeme, že $\chi(K_n) = n = \Delta(G) + 1$. Každé dva vrcholy kompletního grafu musí mít jinou barvu, neboť každé dva vrcholy jsou spojeny hranou, a proto nemohou být obarveny stejně. Proto $\chi(K_n) = n = \Delta(G) + 1$.

Na dobré barvení lichého cyklu C_{2n+1} s vrcholy $v_1, v_2, \dots, v_{2n+1}$ jsou jistě potřeba alespoň dvě barvy, neboť cyklus obsahuje alespoň jednu hranu. Ukážeme, že dvě barvy nestačí na dobré barvení a tři barvy

stačí. Bez újmy na obecnosti můžeme předpokládat, že vrchol v_1 je obarven barvou 1, a proto vrchol v_2 musí být obarven jinou barvou, řekněme barvou 2. Vrcholy s lichým indexem $i = 1, 3, \dots, 2n - 1$ pak budou obarveny barvou 1 a vrcholy se sudým indexem $i = 2, 4, \dots, 2n$ barvou 2. Avšak vrchol v_{2n+1} nemůže být obarven barvou 1, protože je sousední s vrcholem v_1 a nemůže být obarven ani barvou 2, protože je sousední s v_{2n} . Dostáváme, že na obarvení lichého cyklu je třeba nejméně tři barvy a $\chi(C_{2n+1}) = 3 = \Delta(C_{2n+1}) + 1$. \square

Otázky:

- Najdete příklad grafu G různého od C_{2n+1} a K_n tak, aby $\chi(G) = \Delta(G) + 1$?
- Najdete příklad bipartitního grafu na jehož dobré vrcholové barvení stačí jediná barva?
- Platí rovnost $\chi(G) + \chi(\overline{G}) = |V(G)|$ pro každý graf G ?

Meze chromatického čísla

Zatímco chromatický index grafu G může podle Vizingovy věty (Věta 7.1.) nabývat pouze dvou různých hodnot $\Delta(G)$ a $\Delta(G) + 1$, tak chromatické číslo grafu má poněkud bohatší spektrum možných hodnot. Snadno nahlédneme, že pokud graf G obsahuje alespoň jednu hranu, tak $\chi(G) \geq 2$ a naopak ukážeme, že pro všechny grafy bude platit $\chi(G) \leq \Delta(G) + 1$. V dalším textu budeme dokonce umět specifikovat všechny souvislé grafy, pro které nastane rovnost $\chi(G) = \Delta(G) + 1$.

Dolní odhady chromatického čísla

V kapitole 7.1. jsme na straně 90 zavedli vrcholové číslo nezávislosti $\alpha(G)$. Následující lemma je analogií Důsledku 7.2.

Lemma 8.3. *Pro každý graf G platí $|V(G)| \leq \chi(G)\alpha(G)$.*

Důkaz. Protože každá barevná třída grafu G tvoří v dobrém vrcholovém barvení množinu nezávislých vrcholů, tak G obsahuje od každé z $\chi(G)$ barev nejvýše $\alpha(G)$ vrcholů. \square

Všimněte si, že Věta 8.2. plyne také z Lemmatu 8.3. Protože $\alpha(K_n) = 1$, tak $\chi(K_n) \geq n$ a více než n barev nemůžeme použít. Podobně $\alpha(C_{2n+1}) = \lfloor \frac{2n+1}{2} \rfloor = n$, a proto $\chi(C_{2n+1}) \geq \frac{2n+1}{n} = 2 + \frac{1}{n} > 2$.

Z příkladů na Obrázku 8.1. je zřejmé, že obsahuje-li graf G podgraf K_c , tak na libovolné jeho dobré obarvení je potřeba alespoň c barev. Následující definice zavádí číslo c formálně.

Definice *Klikové číslo grafu G značíme $c(G)$. Jedná se o počet vrcholů největšího kompletního grafu (kliky), který je podgrafem G .*

Například grafy na Obrázku 8.1. mají kliková čísla $c(K_{1,5}) = 2$, $c(W_{1+5}) = 3$ a $c(L_{5,1}) = 5$. Následující lemma plyne ihned z definice klikového čísla a Věty 8.2.

Lemma 8.4. *Pro libovolný graf G platí $\chi(G) \geq c(G)$.*

Všimněte si, že ani klikové číslo nedává přesný odhad chromatického čísla. Graf W_{1+5} má klikové číslo 3 (proč?), a přitom $\chi(W_{1+5}) = 4$. Tvrzení Lemmatu 8.4. je speciálním případem obecnějšího tvrzení: je-li H podgrafem grafu G , tak $\chi(H) \leq \chi(G)$ (Cvičení 8.1.11.).

Horní odhady chromatického čísla

Dobré vrcholové k -barvení grafu G se nazývá *optimální*, jestliže $k = \chi(G)$. Snadno ukážeme, že na dobré vrcholové barvení libovolného grafu stačí vždy nejvýše $\Delta(G)+1$ barev. Takové obarvení nemusí být optimální.

Lemma 8.5. Heuristický algoritmus barvení

Pro libovolný graf G platí $\chi(G) \leq \Delta(G) + 1$.

Důkaz. Důkaz je konstruktivní, popíšeme algoritmus dobrého vrcholového $(\Delta(G) + 1)$ -barvení libovolného grafu G . Na začátku máme graf G a libovolný jeho vrchol obarvíme některou z $\Delta(G)+1$ barev. Protože každý vrchol je sousední s nejvýše $\Delta(G)$ vrcholy, tak každý neobarvený vrchol v je sousední s vrcholy nejvýše $\Delta(G)$ různých barev. Vždy najdeme alespoň jednu barvu, která se na vrcholech v okolí vrcholu v nevyskytuje a tu můžeme použít na obarvení vrcholu v . Zvolíme například barvu s nejmenším nepoužitím číslem z množiny $\{1, 2, \dots, \Delta(G) + 1\}$ a pokračujeme obarvováním dalšího vrcholu. Po $|V(G)|$ krocích máme graf G dobře vrcholově $(\Delta(G) + 1)$ -obarvený a dokazované tvrzení platí. \square

Pro některé grafy (například pro liché cykly a kompletní grafy) dostaneme tímto jednoduchým hladovým algoritmem optimální vrcholové barvení. V obecném případě však uvedený algoritmus nemusí dát barvení s nejmenším možným počtem barev. Budeme-li nejprve obarvovat vrcholy malých stupňů, tak se může stát,

že při obarvení vrcholů s vysokým stupněm budeme pak muset vybírat z omezeného počtu barev a bude použito mnohem více barev, než $\chi(G)$. Je proto žádoucí obarvovat nejprve vrcholy vysokých stupňů. Toto pozorování můžeme shrnout do následujícího lemmatu.

Lemma 8.6. Vylepšený heuristický algoritmus barvení

Pro libovolný graf G s n vrcholy s nerostoucí stupňovou posloupností $d_1 \geq d_2 \geq \dots \geq d_n$ platí

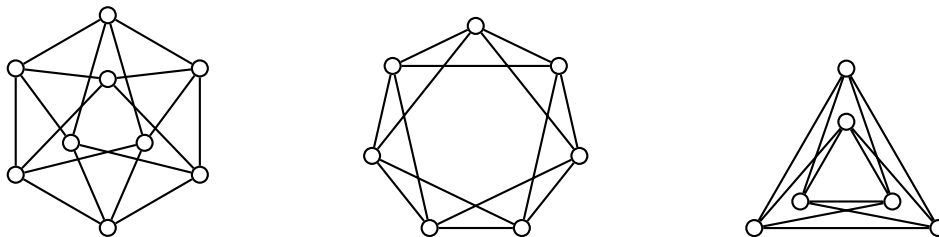
$$\chi(G) \leq 1 + \max_{i=1,2,\dots,n} \{\min\{d_i, i-1\}\}.$$

Důkaz. Důkaz je analogický jako důkaz Lemmatu 8.5. s tím, že vrcholy obarvujeme v pořadí podle jejich stupně d_i . Vrchol stupně d_i označíme v_i . Nejprve obarvíme vrchol v_1 stupně d_1 barvou 1. V obecném kroku obarvíme vrchol v_i , který je sousední s nejvýše $\min\{d_i, i-1\}$ již obarvenými vrcholy a stačí proto vybrat některou nepoužitou barvu mezi barvami $1, 2, \dots, 1 + \min\{d_i, i-1\}$ (například první nepoužitou barvu v posloupnosti). Tak můžeme obarvit libovolný vrchol, a proto stačí nejvýše $1 + \max_{i=1,2,\dots,n} \{\min\{d_i, i-1\}\}$ barev. \square

Algoritmus popsáný v důkazu Lemmatu 8.6. najde dobré vrcholové barvení s nejmenším počtem barev všech grafů na Obrázku 8.1. Bohužel v obecném případě nemusí najít dobré vrcholové barvení, které je optimální vzhledem k počtu použitých barev (Cvičení 8.1.9.). V další podkapitole horní odhad chromatického čísla ještě zpřesníme.

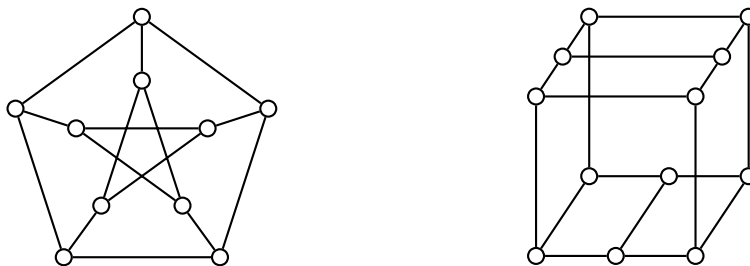
Cvičení

8.1.1. Určete chromatické číslo grafů na Obrázku 8.2.



Obrázek 8.2.: Grafy G , H a R .

8.1.2. Určete chromatické číslo a najděte příslušné dobré vrcholové barvení následujících grafů a) Petersenův graf (Obrázek 8.3. vlevo), b) graf B na Obrázku 8.3. vpravo), c) Grötzschův graf (Obrázek 9.18.).



Obrázek 8.3.: Petersenův graf a graf B .

8.1.3.♥ Jaké je chromatické číslo cyklu C_n ?

8.1.4. Určete chromatické číslo bipartitního (ne nutně kompletního) grafu G .

8.1.5.♥ Určete chromatické číslo grafu P_n .

8.1.6.♥ Jaké je chromatické číslo stromu T_n ?

8.1.7. Určete $\chi(W_{n+1})$.

8.1.8. Určete chromatické číslo grafu Q_n (hyperkrychle řádu n).

8.1.9. Najděte příklad grafu, pro který algoritmus popsany v důkazu Lemmatu 8.6. nenajde dobré vrcholové barvení s nejmenším počtem barev. Pro jednoznačnost předpokládejme, že při obarvování vrcholu vždy vybereme „nejmenší“ nepoužitou barvu.

8.1.10. Najděte příklad grafu G a jeho vrcholu v tak, aby platilo $\chi(G - v) < \chi(G)$ a $\chi(\overline{G} - v) < \chi(\overline{G})$.

8.1.11. Ukažte, že je-li H podgrafem grafu G , tak $\chi(H) \leq \chi(G)$. Platí, že je-li H vlastním podgrafem grafu G , tak $\chi(H) < \chi(G)$?

8.1.12.[♡]. Ukažte, že přidáním jedné hrany do stromu s alespoň třemi vrcholy se chromatické číslo zvýší nejvýše o 1.

8.1.13. Najděte silnější verzi tvrzení Cvičení 8.1.12.: ukažte, že přidáním jedné hrany do libovolného nekompletního grafu s alespoň třemi vrcholy se chromatické číslo zvýší nejvýše o 1.

8.1.14. Ukažte, že pokud \overline{G} je bipartitní graf, tak platí $\chi(G) = c(G)$.

8.1.15. Ukažte, že pro každý graf G existuje takové seřazení jeho vrcholů do posloupnosti, že hladový algoritmus popsany v Lemmatu 8.5. dá dobré vrcholové $\chi(G)$ -barvení.

8.1.16. Dokažte nebo vyvráťte: pro každý graf G platí $\chi(G) \leq n(G) - \alpha(G) + 1$.

8.2. Brooksova věta

V této kapitole ukážeme další silný výsledek teorie grafů. Následující věta, kterou dokázal Brooks v roce 1941, ukazuje, že mezi souvislými grafy jsou to právě jen liché cykly a kompletní grafy (Věta 8.2.), které mají chromatické číslo vyšší než nejvyšší stupeň vrcholů v grafu.

Věta 8.7. Brooksova věta

Mějme souvislý graf G s $\Delta(G) \geq 3$, který je různý od kompletního grafu. Potom platí $\chi(G) \leq \Delta(G)$.

Důkaz. Uvedeme důkaz, který našel Lovász v roce 1975 a který je jednodušší než původní Brooksův důkaz. Označme $k = \Delta(G)$ v libovolném souvislém grafu G s n vrcholy. Podle předpokladu platí $k \geq 3$.

Předpokládejme nejprve, že G obsahuje nějaký vrchol stupně menšího než k . Označíme jej v_n . Nyní prohledáním grafu G (do šířky nebo do hloubky) označíme postupně všechny vrcholy grafu G s indexy v sestupném pořadí. Každý vrchol v_i , $i = 1, 2, \dots, n-1$, má tak alespoň jednoho souseda s indexem vyšším než i , a tudíž má nejvýše $k-1$ sousedů s indexem menším než i . Algoritmus dobrého vrcholového barvení popsany v důkazu Lemmatu 8.5. obarví vrcholy grafu G v pořadí v_1, v_2, \dots, v_n nejvýše k barvami.

Dále předpokládejme, že G je k -pravidelný. Pokud G obsahuje artikulaci w , tak v každém bloku grafu G (komponenta $G-w$ spolu s vrcholem w a příslušnými hranami) je vrchol w stupně menšího než k a podle výše uvedeného postupu můžeme každý blok dobře obarvit k barvami. Případnou permutací barev výsledného obarvení v jednotlivých blocích můžeme zařídit, aby w měl v každém bloku stejnou barvu, a tak dostaneme dobré obarvení grafu G k barvami (Obrázek 8.4.).



Obrázek 8.4.: Barvení grafu G získáme z vrcholového barvení bloků.

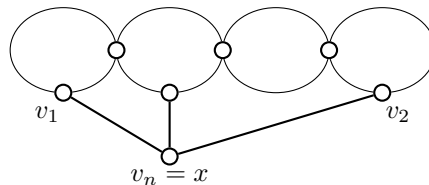
V dalším můžeme předpokládat, že G je k -pravidelný a vrcholově 2-souvislý graf. Aby bylo možno použít hladový algoritmus vrcholového barvení z důkazu Lemmatu 8.6., stačí zaručit, že alespoň dva vrcholy sousední s v_n budou obarveny stejnou barvou. Jestliže nějaké dva vrcholy v_1 a v_2 sousední s v_n nejsou spojeny hranou, můžeme je obarvit stejnou barvou, a potom zbývající vrcholy grafu $G - \{v_1, v_2\}$ opět uspořádáme (sestupně) prohledáváním od vrcholu v_n . Ve zbývající části důkazu stačí ukázat, že v každém k -pravidelném 2-souvislém grafu G , který není kompletní, najdeme takovou trojici vrcholů v_1, v_2, v_n .

Označme x libovolný vrchol grafu G . Je-li vrcholová souvislost $\kappa(G - x) \geq 2$, označíme $v_1 = x$ a v_2 bude libovolný vrchol, který je ve vzdálenosti 2 od vrcholu v_1 (takový existuje, protože G je 2-souvislý a pravidelný, ale není kompletní). Konečně za v_n zvolíme nějakého společného souseda vrcholů v_1 a v_2 . Tak máme zajištěno, že graf $G - \{v_1, v_2\}$ bude souvislý a prohledáváním z vrcholu v_n objevíme a označíme všechny vrcholy.

Je-li vrcholová souvislost $\kappa(G - x) = 1$, označíme $v_n = x$. Graf $G - x$ obsahuje alespoň jednu artikulaci a alespoň dva bloky. Vrchol x má v grafu G alespoň jednoho souseda v každém koncovém bloku grafu $G - x$ (jinak by G nebyl 2-souvislý, proč?). Označíme dva takové sousedy v_1 a v_2 (podle Cvičení 5.2.5. víme, že

koncové bloky existují v každém grafu alespoň dva). Tyto vrcholy jistě nejsou sousední, neboť každý leží v jiném bloku a žádný není artikulací grafu $G - x$, jinak by musel být i artikulací grafu G . Uvědomíme si, že $G - \{v_1, v_2\}$ je souvislý, protože žádný blok grafu $G - x$ neobsahuje artikulaci (každý blok je 2-souvislý podgraf) a také vrchol x je stupně alespoň 3 (proč?), a je proto sousední s nějakým dalším vrcholem grafu $G - \{v_1, v_2\}$ (Obrázek 8.5.). Opět jsme našli hledanou trojici vrcholů v_1, v_2, v_n .

Nyní je zřejmé, že vždy je možno obarvit všechny vrcholy grafu G pomocí nejvýše k barev užitím algoritmu z Lemmatu 8.6. \square



Obrázek 8.5.: Výběr trojice vrcholů v_1, v_2, v_n .

Všimněte si, že z Brooksovy věty (a z Vět 8.1. a 8.2.) ihned plyne i Lemma 8.5. Brooksovu větu bychom mohli také přeformulovat tak, že je-li G takový graf, že $3 \leq c(G) \leq \Delta(G)$, tak $\chi(G) \leq \Delta(G)$.

Existuje celá řada zpřesňujících odhadů pro některé speciální třídy grafů, některá zmíníme v následující podkapitole. Existuje i celá řada zobecnění pojmu vrcholového barvení, jejich rozbor však překračuje poslání tohoto textu.

Otázky:

- Najdete příklad souvislého grafu G různého od C_{2n+1} a K_n tak, aby $\chi(G) = \Delta(G) + 1$?
- Podle Věty 8.2. víme, že horní odhad $\chi(G) \leq \Delta(G)$ neplatí pro liché cykly a kompletní grafy. Jak se toto omezení projeví v důkazu Brooksovy věty (Věty 8.7.)?

Cvičení

8.2.1. Máme dána přirozená čísla n a r , kde $n > r \geq 3$. Najděte příklad grafu G s n vrcholy, jehož chromatické číslo je $\chi(G) = \Delta(G) = r$.

8.2.2. Najděte příklad grafu, který neobsahuje trojúhelník a přitom na jeho obarvení jsou potřeba alespoň čtyři barvy.

8.2.3. Pro každou dvojici přirozených čísel k a l , kde $2 \leq k \leq l + 1$, najděte příklad grafu G tak, aby $\chi(G) = k$ a $\Delta(G) = l$.

8.2.4. Ukažte, že vrcholově k -chromatický graf má alespoň $\binom{k}{2}$ hran.

8.2.5. Mějme graf G . Jeho bloky označme B_1, B_2, \dots, B_k . Ukažte, že chromatické číslo grafu G je rovno nejvyššímu chromatickému číslu jeho bloků, tj. $\chi(G) = \max_{i=1,2,\dots,k} \{\chi(B_i)\}$.

8.2.6. Mějme graf G , jehož každá hrana se vyskytuje v nejvýše jednom cyklu. Využijte tento fakt k důkazu, že $\chi(G) \leq 3$.

8.2.7.* Každý netriviální strom T je bipartitní, a proto $\chi(T) = 2$. Ukažte, že pro každé přirozené číslo k existuje takový strom T_k s nejvyšším stupněm k a takové seřazení jeho vrcholů $\pi = v_1, v_2, \dots, v_n$, že algoritmus popsáný v Lemmatu 8.5., který bude obarvovat vrcholy v pořadí π , použije $k + 1$ barev.

8.2.8. Dokažte nebo vyvráťte, zda následující algoritmus obarví každý graf G pomocí právě $\chi(G)$ barev. V grafu G najdeme největší nezávislou množinu vrcholů B_1 . Vrcholy v B_1 obarvíme barvou 1 a odebereme je z grafu. Celý postup opakujeme: v grafu $G - (\cup_{j=1}^{i-1} B_j)$ najdeme největší nezávislou množinu vrcholů B_i a vrcholy v B_i obarvíme barvou i . Dostaneme dobré $\chi(G)$ -barvení grafu G .

8.2.9. Dokažte nebo vyvráťte: každý k -chromatický graf G má nějaké dobré k -barvení, ve kterém alespoň jedna barevná třída obsahuje $\alpha(G)$ vrcholů.

8.2.10. Mějme k -chromatický graf a nějaké jeho dobré vrcholové k -barvení. Ukažte, že v každé barevné třídě existuje alespoň jeden vrchol, který je sousední s vrcholy všech $k - 1$ zbývajících barev.

8.2.11. Mějme k -pravidelný graf G s n vrcholy obarvený k barvami tak, že každý vrchol je sousední s vrcholy všech k barev (to znamená s jedním vrcholem každé barvy). Uvedené barvení nemusí být dobré! Ukažte, že

a) pravidelnost k (a tedy i počet barev k) dělí n , b) každou barvou je obarvený stejný počet vrcholů. c) Dále ukažte, že pokud graf G je obarven k barvami, ale není pravidelný, tvrzení nemusí platit.

8.2.12. **V předmětu Algebra jsme popsali následující hru.

Mějme šachovnici o rozměru $r \times s$ políček, označme $n = rs$. Řádky i sloupce jsou značeny například čísly a písmeny. Na každém políčku šachovnice leží jedna mince, celkem na šachovnici leží n mincí. Mince jsou náhodně otočené, některé hlavou vzhůru, některé hlavou dolů. Jedno políčko šachovnice je výjimečné, například že se pod ním skrývá poklad.

Dva kamarádi Adam a Bedřich mohou si předem mohou domluvit vhodnou strategii, aby uspěli v následující hře. Nejprve šachovnici a mince uvidí Adam. Adam se dozví, které políčko je výjimečné, a pak musí zvolit jedinou minci, kterou (někdo) otočí naopak, než mince leží. Adam odejde a už nijak nesmí napovídat Bedřichovi.

Nyní Bedřich poprvé uvidí šachovnici a na ní položené mince. Pokud pozná, které políčko šachovnice je výjimečné, oba ve hře uspějí. Jakmile si kamarádi domluví strategii, tak veškerá komunikace mezi Adamem a Bedřichem probíhá pouze volbou otočené mince, které mince jsou otočeny hlavou vzhůru. Bedřich nepozná, která mince byla otočena, například podle toho, že bude na políčku posunuta, nebo že bude teplejší a podobně.

S využitím výsledku Cvičení 8.2.11. ukažte, že pokud počet políček n není mocnina dvojky, žádná strategie nemůže existovat.

8.3. Další meze chromatického čísla

Připomeňme, že hlavním problémem vrcholového barvení je určení chromatického čísla a nalezení nějakého optimálního vrcholového barvení. Určení přesné hodnoty chromatického čísla je náročné, někdy se spokojíme jen s přibližnou hodnotou. V literatuře můžeme najít celou řadu horních odhadů chromatického čísla. Zmíníme a dokážeme jen některé z nich. Pro jisté třídy grafů mohou dát lepší odhad než Brooksova věta (Věta 8.7.) nebo Lemmata 8.5. a 8.6.

Definice Graf G se nazývá *barevně k -kritický* (nebo jen *k -kritický*), jestliže $\chi(G) = k$ a pro každý jeho vlastní podgraf H platí $\chi(H) < \chi(G)$.

Otázky:

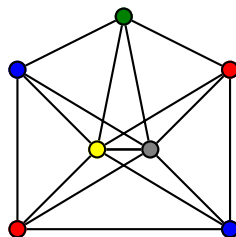
- Kolik existuje barevně 1-kritických grafů?
- Kolik existuje souvislých barevně 2-kritických grafů?
- Kolik existuje nesouvislých barevně 2-kritických grafů?

Ukážeme, že barevně k -kritické grafy nemohou mít žádný vrchol stupně výrazně menšího než k .

Lemma 8.8. *Je-li G barevně k -kritický graf, tak $\delta(G) \geq k - 1$.*

Důkaz. Označme x libovolný vrchol grafu G . Protože G je barevně k -kritický graf, tak $\chi(G) = k$ a pro podgraf $G - x$ jistě platí $\chi(G - x) \leq k - 1$. Dále postupujeme sporem. Předpokládejme, že máme $(k - 1)$ -chromatický graf $G - x$ a že $\deg_G(x) < k - 1$. Potom $|N_G(x)| < k - 1$ a nepoužitou barvu mezi nejvýše $k - 2$ barvami sousedů vrcholu x z dobrého vrcholového barvení grafu $G - x$ použijeme na obarvení vrcholu x . Dostaneme tak dobré $(k - 1)$ -barvení grafu G , což je spor s předpokladem, že $\chi(G) = k$. \square

Příkladem barevně k -kritického grafu je kompletní graf K_n pro $n > 1$, protože $\chi(K_n) = n$ a odebráním libovolného vrcholu nebo libovolné hrany dostaneme graf, na jehož dobré vrcholové barvení stačí méně než n barev. Další příklad barevně 5-kritického grafu G je na Obrázku 8.6. Pečlivě si rozmyslete, že vynecháním libovolného vrcholu nebo libovolné hrany dostaneme 4-chromatický graf. Potom i chromatické číslo každého vlastního podgrafu H grafu G bude menší než $\chi(G)$ (proč?).



Obrázek 8.6.: Barevně 5-kritický graf.

Odebíráním vrcholů a hran grafu můžeme chromatické číslo jen zmenšit, proto každý vrcholově k -chromatický graf má nějaký k -kritický podgraf i k -kritický faktor. Následující věta říká, že chromatické číslo grafu můžeme omezit i největší hodnotou nejmenšího stupně podgrafů daného grafu.

Věta 8.9. *Pro každý graf G platí $\chi(G) \leq 1 + \max\{\delta(H) : H \text{ je podgraf grafu } G\}$.*

Důkaz. Označme $k = \chi(G)$ a označme H' nějaký k -kritický podgraf grafu G . Platí $\chi(G) - 1 = \chi(H') - 1$, což je podle Lemmatu 8.8. menší než $\delta(H')$ a tedy menší než $\max\{\delta(H) : H \text{ je podgraf grafu } G\}$. \square

Mohlo by se zdát, že odhad ve Větě 8.9. je lepší než v Brooksově větě, neboť maximální stupeň je nahrazen minimálním stupněm. V obecnosti je použití tohoto odhadu omezené, neboť probrání všech podgrafů je obvykle náročné, protože různých podgrafů může existovat příliš mnoho. Je potřeba mít na paměti, že je-li H podgraf grafu G , tak může nastat případ, kdy $\delta(H) > \delta(G)$. Například na Obrázku 8.1. je kompletní graf $H = K_5$ podgrafem lízátka $G = L_{5,1}$ a přitom $\delta(H) = 4 > 1 = \delta(G)$. Použití „triviálního“ odhadu $\chi(G) \leq 1 + \delta(G)$ je proto chybné! Pro pravidelné grafy dává odhad ve Větě 8.9. shodnou mez jako Brooksova věta.

Další horní odhad chromatického čísla ukazuje, že pro grafy na velkém počtu vrcholů závisí chromatické číslo v podstatě jen na počtu hran m . Odhad uvedeme bez důkazu.

Věta 8.10. *Nechť graf G má n vrcholů a m hran. Potom $\chi(G) \leq 1 + \sqrt{2m(n-1)/n}$.*

Když říkáme „pro velké grafy“, rozumíme tím grafy s velkým počtem vrcholů. Horní odhad pak můžeme zjednodušit. Přestože pro každou pevnou hodnotu n platí $(n-1)/n < 1$, tak $\lim_{n \rightarrow \infty} \frac{n-1}{n} = 1$. Pro velké grafy stačí psát $\chi(G) \leq 1 + \sqrt{2m(n-1)/n} < 1 + \sqrt{2m}$, neboť číselně vychází (celočíslný!) zjednodušený odhad pro většinu grafů stejně.

Následující odhad je sice velmi jednoduchý, obecně však není příliš dobrý.

Věta 8.11. *Délku nejdelší cesty v libovolném grafu G označme $m(G)$. Platí $\chi(G) \leq 1 + m(G)$.*

Důkaz. Označíme V_0 největší nezávislou množinou vrcholů grafu G . Dále označíme V_1 největší nezávislou množinou vrcholů grafu $G - V_0$. Podobně označíme V_j největší nezávislou množinou vrcholů grafu

$$G - \bigcup_{i=0}^{j-1} V_i.$$

Po konečném počtu kroků dostaneme rozklad

$$V(G) = \bigcup_{i=0}^k V_i$$

pro nějaké přirozené číslo k . Vrcholy v každé z množin V_j můžeme obarvit stejnou barvou, neboť jsou nezávislé. Graf G proto můžeme dobře obarvit $k+1$ barvami.

Zbývá ukázat, že $k+1 \leq 1 + m(G)$. Nejprve v grafu G najdeme cestu v_0, v_1, \dots, v_k délky k takovou, že $v_i \in V_i$. Označme v_k libovolný vrchol v množině V_k . Vrchol v_k je jistě sousední s některým vrcholem v množině V_{k-1} . Pokud by nebyl sousední s žádným vrcholem z V_{k-1} , byla by $V_{k-1} \cup \{v_k\}$ nezávislá množina. Označíme v_{k-1} libovolný z vrcholů v množině $N(v_k) \cap V_{k-1}$. Dále najdeme vrchol $v_{k-2} \in V_{k-2}$, který je sousední s vrcholem v_{k-1} . Podobně postupujeme až v množině V_0 najdeme vrchol sousední s vrcholem v_1 . Vrcholy v_0, v_1, \dots, v_k tvoří cestu v G , protože každá z hran $v_{i-1}v_i$ pro $i = 1, 2, \dots, k$ patří do $E(G)$. Našli jsme cestu délky k v grafu G , a proto je jistě $k \leq m(G)$ a také $k+1 \leq 1 + m(G)$. Víme již, že v grafu G existuje dobré vrcholové barvení $k+1$ barvami, a proto

$$\chi(G) \leq k+1 \leq 1 + m(G).$$

Tím je tvrzení věty dokázáno. \square

Otázka: Jak se v důkazu Věty 8.11. využívá předpoklad, že množina V_i je největší nezávislá množina?

Souvislost s multipartitními grafy

V kapitole 1. jsme na straně 28 zavedli pojem bipartitního grafu, ve kterém byla vrcholová množina rozložena na dvě nezávislé množiny. Tuto definici můžeme zobecnit.

Definice Multipartitní graf

*Kompletní r -partitní graf K_{n_1, n_2, \dots, n_r} je graf, jehož vrcholová množina V se skládá z r navzájem disjunktčních neprázdných podmnožin V_i , $i = 1, 2, \dots, r$, kde $r \geq 1$, $|V_i| = n_i$ pro $i = 1, 2, \dots, r$, a hranová množina E obsahuje právě ty hrany, jejichž koncové vrcholy leží v různých množinách V_i a V_j , kde $i \neq j$. Každý podgraf (V, E') , kde $E' \subseteq E$, úplného r -partitního grafu se nazývá *r -partitní graf*, případně *multipartitní graf*.*

Multipartitní grafy úzce souvisí s chromatickým číslem grafu. Na r -partitní grafy je možno pohlížet, jako na grafy dobře obarvené r barvami. Všimněte si, že obecně v nerovnosti $\chi(G) \leq r$, kde G je nějaký r -partitní graf, nemusí nastat rovnost. Například každý strom T_n je současně multipartitní graf s n partitami a přitom $\chi(T_n)$ není větší než 2, neboť T_n je současně bipartitní. Naproti tomu pro kompletní multipartitní grafy platí $\chi(K_{n_1, n_2, \dots, n_r}) = r$ (proč?).

Cvičení

8.3.1. Popište všechny barevně 3-kritické grafy.

8.3.2. Ukažte, že barevně k -kritický graf a) je souvislý, b) neobsahuje artikulaci.

8.3.3. Dokažte Větu 8.11. indukcí.

8.3.4. Pro libovolné přirozené číslo $n \geq 3$ najděte příklad grafu s n vrcholy, pro který je a) $\chi(G) < 1 + m(G)$, b) $\chi(G) = 1 + m(G)$, kde $m(G)$ je délku nejdelší cesty v grafu G .

8.3.5. Ukažte, že jestliže libovolné dva liché cykly grafu G mají společný vrchol, potom $\chi(G) \leq 5$.

8.3.6. Najděte alespoň čtyři nekonečné třídy barevně k -kritických grafů pro nějakou hodnotu k .

8.3.7. Najděte nekonečnou třídu barevně k -kritických grafů pro každé přirozené číslo $k > 1$.

8.3.8. Mějme graf G s maximálním stupněm 3. Dokažte, že jeho vrcholy lze obarvit dvěma barvami (ne nutně dobrým barvením) tak, že nevznikne jednobarevná cesta se třemi vrcholy.

8.3.9. Dokažte nebo vyvráťte: $\chi(G \cup H) \leq \chi(G) + \chi(H)$.

8.3.10. Existují takové dva bipartitní grafy G a H , že $\chi(G \cup H) > \chi(G) + \chi(H)$?

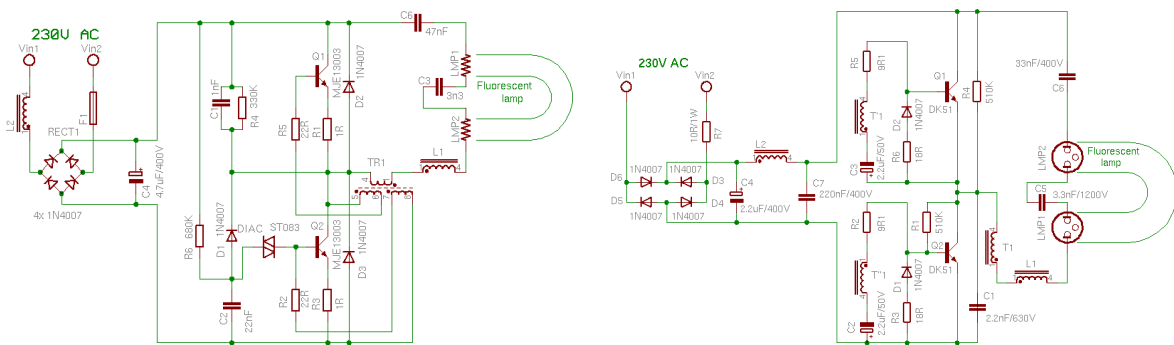
8.3.11. Dokažte nebo vyvráťte: mějme dva souvislé grafy G a H , potom $\chi(G \cup H) \leq \chi(G) + \chi(H)$.

Kapitola 9. Planární grafy

V této kapitole se budeme věnovat nejen struktuře grafu, ale i různým nakreslením daného grafu. Ukážeme, že takové nakreslení, ve kterém se hrany zbytečně „nekříží“ je nejen přehlednější, ale je navíc motivováno praktickými aplikacemi.

Návrh tištěných spojů

Přirozeným požadavkem při navrhování tištěných spojů je, aby v návrhu bylo co nejméně nevodivých křížení. Taková místa křížení je třeba „přemostit“ drátem a nebo je potřeba použít vícevrstevný tištěný spoj. Schéma na Obrázku 9.1. vpravo obsahuje jediné křížení, kterému je navíc možné se vyhnout¹⁰. Schéma vlevo obsahuje celou řadu nevodivých křížení a na první pohled rozhodně není zřejmé, zda je možno schéma překreslit bez křížení hran. Ukážeme si, jak využít nástrojů teorie grafů při návrhu a rozboru tištěných spojů. Pěkné využití Věty o čtyřech barvách, jednoho z neznámějších výsledků teorie grafů, pro hledání výrobních vad procesorů je podrobně popsáno na straně 119.



Obrázek 9.1.: Dvě různá schémata tištěných spojů úsporných zářivek.

Otázka: Je možno nakreslit schémata na Obrázku 9.1. tak, aby se vodiče nekřížily?

Plyn, elektrina, voda

Na konci ulice jsou připraveny společné přípojky k základním inženýrským sítím: elektrině, vodě a plynu. Naším úkolem je naplánovat výkopové práce pro podzemní zapojení tří domů v ulici tak, aby každý dům byl zapojen ke všem třem přípojkám, žádný výkop nesmí být společný pro více vedení a dokonce výkopy žádných dvou sítí by se neměly křížit. Jak navrhnout trasy jednotlivých výkopů? Ukážeme, že tomuto požadavku nelze vyhovět.

Tři domy a tři studny

Z rekreační matematiky je známa analogická úloha, která také souvisí s kreslením grafu do roviny:

Podle pověsti žily v Temném hvozdu tři čarodějnice. Každá bydlela ve své vlastní sluji a každá potřebovala k provozování své živnosti vodu z každé ze tří studánek: s živou vodou, s mrtvou vodou a s pitnou vodou. Jenomže cestou ke studánkám se čarodějnice nesmí potkat, ani zkřížit vyšlapanou cestičku jiné čarodějnice. Ptáme se, jak mohla vypadat mapa lesa se slujemi, studnami a cestičkami? Ukážeme, že taková mapa neexistuje (nelze ji nakreslit na čtvrtku papíru).

9.1. Rovinné a planární grafy

V dalším textu budeme pracovat s pojmem křivky v rovině, v některé literatuře se jí říká *oblouk*. Vystačíme s intuitivní definicí křivky. O něco korektněji můžeme říci, že máme-li nějaké spojitě zobrazení $\gamma : \langle 0, 1 \rangle \rightarrow \mathbb{R}^2$, tak *křivka* je podmnožina roviny \mathbb{R}^2 ve tvaru

$$k = \gamma(\langle 0, 1 \rangle) = \{\gamma(t) : t \in \langle 0, 1 \rangle\}.$$

¹⁰ V usměrňovači s Graetzovým zapojením se obvykle přívody diod zakreslují tak, že se vodiče kříží v nevodivém spojení. Tomuto křížení se při samotné realizaci tištěného spoje snadno vyhneme vhodným umístěním kontaktu zdroje napětí.

Koncovým bodům $\gamma(0)$ a $\gamma(1)$ křivky k budeme říkat *výchozí* a *koncový* bod. Precizní vybudování není tak jednoduché, jak by se na první pohled mohlo zdát. Pečlivé vybudování pojmu křivky a dalších příbuzných pojmů spadá do matematické disciplíny topologie. Všimněte si, že uvedená definice pěkně popisuje proces kreslení křivky. Budeme-li proměnnou t chápat jako čas v intervalu $(0, 1)$, tak $\gamma(t)$ popisuje pohyb hrotu tužky podél křivky mezi výchozím bodem $\gamma(0)$ a koncovým bodem $\gamma(1)$. Například, je-li zobrazení γ injektivní, tak křivka nikde neprotíná sama sebe.

Připomeňme¹¹, že graf můžeme chápat nejen algebraicky jako uspořádanou dvojici množiny vrcholů a množiny hran (některých dvouprvkových podmnožin množiny vrcholů), ale také jako diagramy (nakreslení grafu v rovině), kde vrcholy grafu odpovídají různým bodům v rovině a každá hrana uv odpovídá nějaké křivce mezi body, které odpovídají vrcholům u a v . Nyní můžeme vyslovit následující definici.

Definice Graf je *rovinný*, jestliže máme dáno jeho nakreslení do roviny takové, že žádné dvě křivky, které odpovídají hranám, nemají společné body kromě koncových bodů (vrcholů). Dále graf je *planární*, jestliže existuje jeho rovinné nakreslení (tj. jestliže je možné jej zakreslit do roviny tak, aby žádné dvě hrany neměly jiné společné body, než koncové).

Všimněte si, že rovinnost je vlastnost nakreslení grafu, zatímco planarita je vlastnost grafu. Každý graf, který má rovinné zakreslení, je současně planární. Avšak i planární graf můžeme zakreslit tak, že nakreslení není rovinné (Obrázek 9.2.).



Obrázek 9.2.: Graf $K_5 - e$ jako rovinný graf i jako planární graf.

V další podkapitole ukážeme, že graf K_5 není planární. Pro důkaz tohoto (a některých jiných) tvrzení uijeme dva zcela odlišné přístupy. V kapitole 9.2. se zaměříme na přístup s využitím pojmů z topologie a v kapitole 9.3. se budeme věnovat témuž s využitím algebraického přístupu. Protože K_5 bez jedné hrany je planární graf (Obrázek 9.2. vlevo), tak K_5 je nejmenší graf, který není planární (Cvičení 9.1.4.).



Obrázek 9.3.: Graf K_5 a nakreslení grafu K_5 s jediným křížením hran.

Otázky:

- Najdete menší graf než K_5 , který není rovinný?
- Najdete menší graf než K_5 , který není planární?

Cvičení

9.1.1. Dokažte nebo vyvráťte: Pro každé přirozené číslo n existuje a) 4-pravidelný planární graf, b) 5-pravidelný planární graf, které mají alespoň n vrcholů. Existují takové souvislé grafy?

9.1.2.♥ Ukažte, že graf $K_{3,3} - e$ je planární.

9.1.3. Dokažte, že každý podgraf planárního grafu je planární.

9.1.4. Víme, že grafy K_5 a $K_{3,3}$ nejsou planární. Ukažte, že K_5 je nejmenší neplanární graf co do počtu vrcholů a $K_{3,3}$ je nejmenší neplanární graf co do počtu hran.

¹¹ O zadávání grafů jsme psali v kapitole 1.1. na straně 28.

9.1.5. *Triangulací roviny rozumíme každý rovinný 2-souvislý graf (tj. máme nakreslení grafu), jehož každá oblast je ohraničena třemi hranami (cyklem C_3). Najděte triangulaci roviny pro libovolný počet v vrcholů, kde $v \geq 3$.*

9.1.6. *Jsou každé dvě triangulace roviny se stejným počtem vrcholů izomorfní? Výsledek dokažte.*

9.1.7. *Najděte příklad rovinného grafu s dvanácti vrcholy, který má průměr 3.*

9.1.8. *Vyslovte obměnu tvrzení ze Cvičení 9.1.3.*

9.2. Topologický přístup

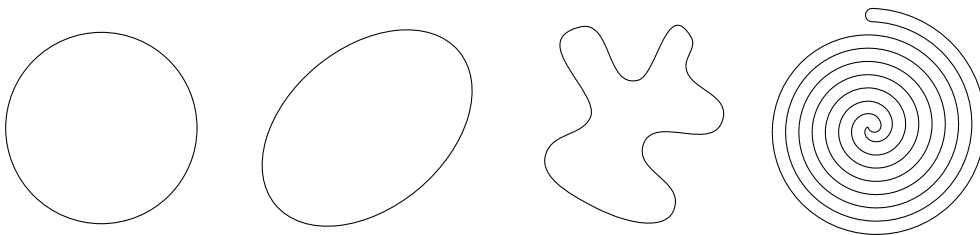
Zavedeme několik pojmů z topologie, které souvisí s kreslením grafů do roviny. Není naším cílem zavést všechny pojmy podrobně, některé pojmy považujeme za klasické a známé, například *okolí bodu* v rovině nebo *protínání* či *průsečík* křivek.

Definice Jordanovská křivka

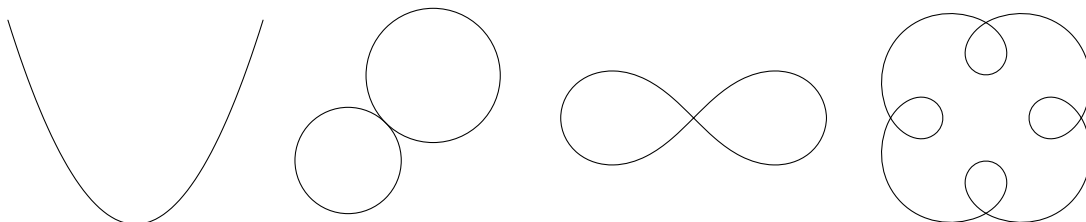
Uzavřená jordanovská křivka nebo stručně *jordanovská křivka* je taková křivka v rovině, která má totožný výchozí a koncový bod (vrchol) a jinak neprotíná sama sebe.

Chápeme-li křivku v rovině jako spojitě zobrazení $\gamma : \langle 0, 1 \rangle \rightarrow \mathbb{R}^2$, tak jordanovská křivka je na intervalu $(0, 1)$ injektivní a současně platí $\gamma(0) = \gamma(1)$.

Kružnice, elipsa a další křivky na Obrázku 9.4. jsou jordanovské křivky. Přímka ani parabola nejsou jordanovské křivky, protože nejsou uzavřené. Lemniskáta či „osmička“ z dvojice dotýkajících se kružnic (Obrázek 9.5.) také nejsou jordanovské křivky, neboť protínají samy sebe.



Obrázek 9.4.: *Jordanovské křivky.*



Obrázek 9.5.: *Křivky, které nejsou jordanovské.*

Oblasti roviny

Každá jordanovská křivka dělí rovinu na dvě části, vnitřní a vnější, které má smysl odlišit. Tento pojem si zavedeme formálně.

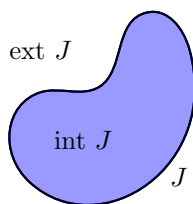
Definice Oblast roviny

Otevřená množina je taková podmnožina $A \subseteq \mathbb{R}^2$, že pro každý bod $p \in A$ platí, že existuje takové jeho okolí \mathcal{O} , že $\mathcal{O} \subseteq A$. *Oblast roviny* je taková otevřená množina B roviny \mathbb{R}^2 , že pro každé dva body $p, q \in B$ najdeme křivku $k \subset B$ s koncovými body p, q .

Všimněte si, že u křivek na Obrázku 9.4. je na rozdíl od křivek na Obrázku 9.5. zřejmé, co je vnitřní a co vnější část, ačkoliv v některých případech to nemusí být vidět na první pohled (Obrázek 9.4. vpravo). V následující definici tuto vlastnost popíšeme formálně (Obrázek 9.6.).

Definice Interiér a exteriér jordanovské křivky

Uzavřená jordanovská křivka J rozděluje rovinu na dvě oblasti. Tyto otevřené množiny nazýváme *interiér J* (*vnitřek J*) a *exteriér J* (*vnějšek J*) a značíme je $\text{int } J$, resp. $\text{ext } J$. Uzávěrem uvedených množin budeme

Obrázek 9.6.: Interiér a exteriér jordanovské křivky J .

rozumět příslušnou oblast včetně hraniční křivky J . Uzávěr interiérů značíme $\text{Int } J$ a uzávěr exteriéru $\text{Ext } J$.

Všimněte si, že zatímco $\text{int } J$ jordanovské křivky J je na Obrázku 9.6. vyznačen modrou a $\text{ext } J$ bílou barvou, tak $\text{Int } J$ a $\text{Ext } J$ obsahují navíc černě nakreslenou křivku J .

Otázky:

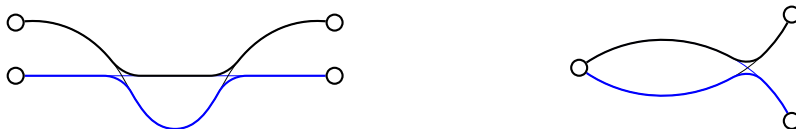
- Popište $\text{int } J \cap \text{ext } J$.
- Popište $\text{Int } J \cap \text{Ext } J$.

Věta 9.1. Věta o jordanovských křivkách

Nechť J je nějaké jordanovská křivka v rovině a nechť p, q jsou nějaké body takové, že $p \in \text{int } J$ a $q \in \text{ext } J$. Potom každá křivka s koncovými body p, q protíná křivku J v alespoň jednom bodě.

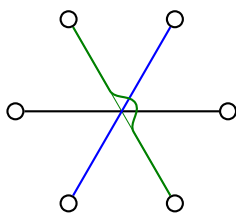
Jistě není těžké věřit platnosti tvrzení Věty 9.1. Důkaz vynecháme, neboť není jednoduchý a vyžaduje vybudování dalších pojmů a pečlivě zdůvodnění, které je možno najít v učebnicích topologie.

Můžeme předpokládat, že v libovolném nakreslení mají každé dvě hrany nejvýše jedno křížení. Případný větší počet křížení v nakreslení snadno odstraníme postupem naznačeným na Obrázku 9.7. vlevo. Na libovolně malém okolí průsečíků můžeme „přepojit“ křivky hran tak, aby se počet křížení snížil. Podobně nahlédneme, že dvě závislé hrany (mají společný koncový vrchol) se nemusí křížit vůbec. Na Obrázku 9.7. vpravo je ukázáno, jak je možno takové křížení eliminovat.



Obrázek 9.7.: Převod více křížení na nejvýše jedno.

Navíc předpokládáme, že v žádném bodě se nekříží více než dvě hrany. Případný větší počet křížících se hran v nakreslení eliminujeme postupem naznačeným na Obrázku 9.8. Avšak v grafu na Obrázku 9.9. není možné zabránit křížení všech hran současně.



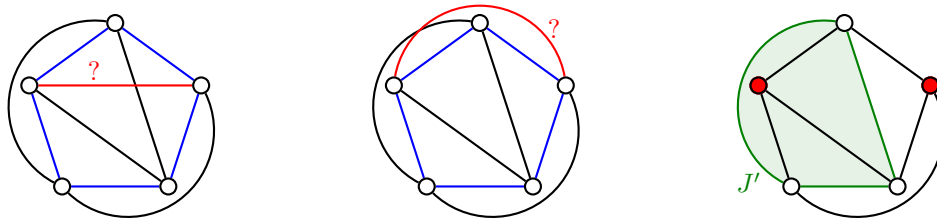
Obrázek 9.8.: Odstranění křížení více než dvou hran.

S využitím právě zavedených pojmů ukážeme, že graf K_5 nelze v rovině zakreslit tak, aby se žádné dvě hrany nekřížily.

Věta 9.2. Graf K_5 není planární.

Důkaz. Graf K_5 jistě obsahuje cyklus C_5 , který obsahuje všechny vrcholy (na Obrázku 9.9. vlevo a uprostřed je vyznačen modře). Uzavřenou jordanovskou křivku tohoto cyklu C_5 označíme J . Ze zbývajících pěti hran můžeme bez protínání nakreslit vždy nejvýše dvě v $\text{int } J$ a nejvýše dvě v $\text{ext } J$, protože mezi pěti vrcholy cyklu najdeme nejvýše tři vrcholy tak, aby mezi nimi byly dvě nesousední dvojice vrcholů. Bez újmy na obecnosti dostaneme graf na Obrázku 9.9. vpravo, ve kterém najdeme jordanovskou křivku J' (na obrázku je vyznačena zeleně). Abychom nakreslili zbývajících hranu, musíme spojit oba červené vrcholy, z nichž jeden leží v interiéru

křivky J' a druhý v exteriéru J' . To podle Věty 9.1. není možné. Proto zbývající hrana (vlevo a uprostřed je vyznačena červeně) protne vždy alespoň jednu ze stávajících „úhlopříčných“ hran, případně nějaké hrany cyklu C_4 (křivky J). \square

Obrázek 9.9.: Neplanárnost grafu K_5 .

Analogicky se ukáže následující věta. Důkaz je ponechán jako Cvičení 9.2.1.

Věta 9.3. *Graf $K_{3,3}$ není planární.*

Příklad 9.1. Elektřina, voda a plyn

Nyní snadno zdůvodníme, že motivační úloha ze strany 108 nemá řešení. Pokud by řešení existovalo, tak plán výkopových prací by odpovídal rovinnému nakreslení grafu $K_{3,3}$, což by byl spor s Větou 9.3.

Příklad 9.2. Tři domy a tři studny

Nyní snadno také zdůvodníme, že ani druhá motivační úloha ze strany 108 nemá řešení. Pokud by řešení existovalo, tak mapa Temného hvozdu by odpovídala rovinnému nakreslení grafu $K_{3,3}$, což podle Věty 9.3. není možné.

Otázka: Existuje řešení úlohy „Elektřina, voda, plyn“ nebo „Tři domy a tři studny“ pokud se neomezíme na grafy v rovině?

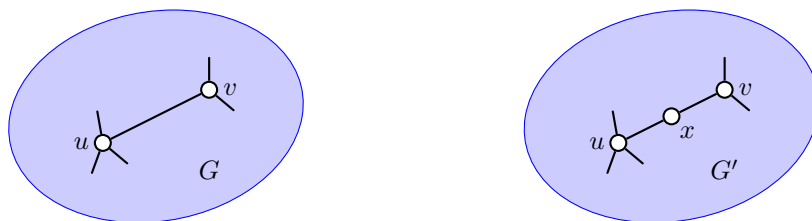
Rozdělení grafu

Snadno nahlédneme, že nahradíme-li v grafu G nějakou hranu cestou nebo naopak indukovaný podgraf izomorfní s cestou délky alespoň 2 nahradíme jedinou hranou, tak nový graf G' dopadne vzhledem k planárnosti stejně. Následující definice umožní popsat tuto vlastnost formálně.

Definice Rozdělení grafu

Mějme dán graf G s hranou uv a vrchol x , který do grafu G nepatří. Řekneme, že graf G' vznikne z grafu G rozdělením hrany uv , jestliže na hranu uv přidáme nový vrchol x , přesněji $V(G') = V(G) \cup \{x\}$ a $E(G') = E(G) \setminus \{uv\} \cup \{ux, xv\}$. Dále řekneme, že graf G' je rozdělením grafu G , jestliže G' vznikne z grafu G jednou nebo postupně několika operacemi rozdělení hrany.

V literatuře se rozdělení grafu někdy říká *subdivize* grafu. Všimněte si, jak souvisí rozdělení grafu a jeho nakreslení. Nahradíme-li některé hrany cestami, jejichž vnitřní vrcholy jsou stupně 2, tak na rovinnost výsledného nakreslení to nemá vliv. Máme-li planární graf, tak rozdělení tohoto grafu je opět planární graf a naopak (Cvičení 9.2.2.). Pěkným přirovnáním je, že nové vrcholy navlékáme na hrany jako korálky (Obrázek 9.10.).

Obrázek 9.10.: Graf G s vyznačenou hranou uv a jeho rozdělení G' s přidaným vrcholem x .

Neplanárních grafů existuje nekonečně mnoho. Podle následující věty, kterou dokázal polský matematik Kazimierz Kuratowski v roce 1930, platí překvapivě jednoduché tvrzení: každý neplanární graf musí obsahovat alespoň jeden ze dvou podgrafů (K_5 nebo $K_{3,3}$) nebo jejich rozdělení, které neplanaritu způsobí.

Věta 9.4. Kuratowského věta

Graf G je planární právě tehdy, když neobsahuje jako podgraf žádné rozdělení grafu K_5 ani $K_{3,3}$.

Důkaz. Jedná se o tvrzení ve tvaru ekvivalence, je nutno ukázat obě implikace.

„ \Rightarrow “ Důkaz první implikace je zřejmý. Postupujeme nepřímou. Jestliže graf G obsahuje jako podgraf rozdělení grafu K_5 nebo $K_{3,3}$, tak toto rozdělení není planární a po přidání zbývajících vrcholů a hran grafu G výsledný graf zůstane neplanární, což plyne z obměny Cvičení 9.1.3.

„ \Leftarrow “ Naproti tomu důkaz druhé implikace je komplikovaný, a proto jej vynecháme. \square

Cvičení

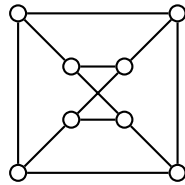
9.2.1. Dokažte Větu 9.3. podobným způsobem jako byla dokázána Věta 9.2.

9.2.2. Dokažte, že každé rozdělení neplanárního grafu je neplanární.

9.2.3. Určete všechny planární úplné tripartitní grafy.

9.2.4. Určete všechny planární úplné r -partitní grafy pro $r > 3$.

9.2.5. Je graf G na Obrázku 9.11. planární?



Obrázek 9.11.: Graf G .

9.2.6. Je Möbiův žebřík planární graf?

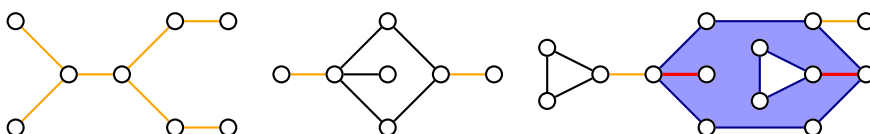
9.2.7. Ukažte, že Petersenův graf (Obrázek 4.10.) není planární.

9.2.8.* Ukažte, že každý 3-souvislý graf s alespoň šesti vrcholy, který obsahuje rozdělení grafu K_5 , obsahuje také rozdělení grafu $K_{3,3}$.

9.2.9.[♥] Mějme graf G , který vznikne z grafu K_4 jedním rozdělením jedné hrany. Ukažte, že graf G je třídy 2 vzhledem k Vizingově větě (Věta 7.1.).

9.3. Algebraický přístup a Eulerův vzorec

Mějme nějaké rovinné nakreslení grafu G . *Oblastí grafu G* budeme rozumět takovou oblast roviny, která je ohraničena křivkou cyklu tak, že žádná hrana ani vrchol grafu neleží v interiéru křivky. Za oblast grafu budeme někdy považovat také část roviny, která je ohraničena uzavřeným sledem, případně několika sledy (přičemž žádná hrana ani vrchol neleží v interiéru příslušné křivky). Například rovinná nakreslení stromů mají jedinou oblast, jejíž hranice evidentně není cyklem. Podobně hranice modré oblasti na Obrázku 9.12. není jordanovskou křivkou. Červeně jsou vyznačeny hrany, které se na hranici vyskytují dvakrát a hranice proto je uzavřeným sledem. Žlutě jsou vyznačeny hrany, které se vyskytují dvakrát na hranici vnější oblasti. Všimněte si, že v grafu se třemi komponentami (Obrázek 9.12.) je hranice vnější oblasti tvořena třemi uzavřenými sledy.



Obrázek 9.12.: Hranice vnější oblasti grafu ani hranice modré oblasti nejsou cyklem v grafu.

Označme $o(G)$ počet oblastí grafu G v nějakém jeho rovinném nakreslení. Všimněte si, že oblast grafu a počet oblastí grafu definujeme pouze pro *rovinné* grafy. Pokud máme takové nakreslení grafu, ve kterém se nějaké hrany kříží, nemá pojem oblasti smysl a nemůžeme proto ani určit počet oblastí. Následující věta patří k nejstarším výsledkům teorie grafů.

Věta 9.5. Eulerův vzorec

Pro libovolný souvislý rovinný graf G platí $v(G) - h(G) + o(G) = 2$.

Důkaz. Postupujeme indukcí vzhledem k počtu oblastí.

Základ indukce: Souvislý graf s jedinou oblastí neobsahuje žádný cyklus, který by odděloval dvě oblasti, proto je takový graf stromem. Podle Věty 3.3. má strom s $v(G)$ vrcholy právě $v(G) - 1$ hran, a proto

$$v(G) - h(G) + o(G) = v(G) - (v(G) - 1) + 1 = 2.$$

Indukční krok: Mějme souvislý rovinný graf G s alespoň dvěma oblastmi. Předpokládejme, že pro každý souvislý rovinný graf s méně než $o(G)$ oblastmi Eulerův vzorec platí. Zvolme libovolnou hranu e grafu G , která odděluje dvě oblasti (taková hrana podle předpokladu existuje). Odebráním hrany e z grafu G dostaneme souvislý (proč?) graf $G' = G - e$, který má o jednu oblast méně, neboť odstraněním hrany e se obě oddělené oblasti spojí v jedinou oblast. Podle indukčního předpokladu pro graf G' Eulerův vzorec platí, proto

$$2 = v(G') - h(G') + o(G') = v(G) - (h(G) - 1) + o(G) - 1 = v(G) - h(G) + o(G),$$

což je dokazované tvrzení. □

Eulerův vzorec je velmi silným tvrzením, které se týká planárních grafů. Ukážeme, že řadu tvrzení můžeme získat jako důsledky Věty 9.5. Jedním z nich je pozorování, které říká, že pro planární (nejen rovinné!) grafy můžeme určit počet oblastí rovinného nakreslení, aniž takové nakreslení známe!

Důsledek 9.6. *Všechna rovinná nakreslení souvislého planárního grafu mají v rovině stejný počet oblastí.*

Důkaz. Každé nakreslení planárního grafu G má stejný počet vrcholů $v(G)$ a stejný počet hran $h(G)$. Podle Věty 9.5. má každé nakreslení $2 - v(G) + h(G)$ oblastí a počet oblastí je proto vždy stejný. □

Otázky:

- Proč nemá smysl definovat počet oblastí pro grafy, které nejsou rovinné dokonce ani když jsou planární?
- Proč je součástí tvrzení Důsledku 9.6. „v rovině“?

Důsledek 9.7. *Pro každý planární graf G s více než dvěma vrcholy platí $h(G) \leq 3v(G) - 6$.*

Důkaz. Můžeme předpokládat, že graf G je souvislý. Pro nespojitelné grafy plyne platnost tvrzení z platnosti nerovnosti pro každou komponentu. Pro grafy s jedinou oblastí a alespoň třemi vrcholy tvrzení platí s využitím Věty 3.3. (proč?).

Předpokládejme, že graf má alespoň dvě oblasti. Hranice každé oblasti je v jednoduchém grafu tvořena alespoň třemi hranami. Proto sečteme-li počty všech hran, které leží na hranici nějaké oblasti a oddělují dvě oblasti, dostaneme číslo alespoň $3o(G)$. Každá hrana, která leží na hranici, je v tomto součtu započítána dvakrát – alespoň¹² jednou za každou oblast, které odděluje. Proto v každém takovém grafu platí $h(G) \geq \frac{3}{2}o(G)$, tj. $o(G) \leq \frac{2}{3}h(G)$.

Z Eulerova vzorce (Věta 9.5.) pak plyne

$$2 = v(G) - h(G) + o(G) \leq v(G) - h(G) + \frac{2}{3}h(G).$$

Odtud je

$$2 \leq v(G) - \frac{1}{3}h(G).$$

Vynásobením číslem 3 a úpravou dostaneme dokazované tvrzení

$$h(G) \leq 3v(G) - 6.$$

□

¹² Dobře si rozmyslete, proč říkáme „alespoň jednou“. Ověřte své pozorování na Obrázku 9.12.

Důsledek 9.7. je možno chápat jako pozorování, že „v planárním grafu není mnoho hran.“ Zatímco v kompletním grafu roste počet hran s druhou mocninou počtu vrcholů, tak v planárním grafu je počet hran menší než trojnásobek počtu vrcholů.

Otázky:

- Všimněte si, že ani v jednoduchém grafu nemusí hrany na hranici oblasti tvořit cyklus. Jak je to možné? Zdůvodněte na příkladu.
- Jaký je počet oblastí stromu? Jak vypadá hranice?
- Jak se v důkazu Důsledku 9.7. použilo, že tvrzení platí pro grafy s více než dvěma vrcholy?

Důsledek 9.8. Pro každý planární graf G platí $\delta(G) \leq 5$.

Důkaz. Tvrzení dokážeme přímo. Pro grafy s jedním nebo dvěma vrcholy tvrzení jistě platí. Pro grafy s větším počtem vrcholů dostaneme dle Věty 1.1.

$$2h(G) = \sum_{v \in V(G)} \deg(v) \geq v(G)\delta(G)$$

a užitím Důsledku 9.7. můžeme psát

$$\begin{aligned} 2h(G) &\leq 6v(G) - 12 \\ v(G)\delta(G) &\leq 6v(G) - 12 \\ \delta(G) &\leq 6 - \frac{12}{v(G)} \\ \delta(G) &< 6. \end{aligned}$$

Protože nejmenší stupeň grafu $\delta(G)$ je jistě celé číslo, dostáváme dokazované tvrzení $\delta(G) \leq 5$. \square

Důsledek 9.9. Pro každý planární graf G bez trojúhelníků a s alespoň třemi vrcholy platí $h(G) \leq 2v(G) - 4$.

Důkaz je ponechán jako Cvičení 9.3.4. Podobně důkaz následujícího tvrzení je Cvičení 9.3.5.

Důsledek 9.10. Pro každý planární graf G bez trojúhelníků platí $\delta(G) \leq 3$.

Následující důsledek jsme již dokázali ve Větách 9.2. a 9.3. S využitím Důsledků 9.7. a 9.9. (tj. s využitím Eulerova vzorce) lze najít jiný elegantní důkaz (Cvičení 9.3.6. a 9.3.7.).

Důsledek 9.11. Grafy K_5 a $K_{3,3}$ nejsou planární.

Eulerův vzorec můžeme snadno zobecnit i pro nesouvislé grafy. V rovinném grafu s více komponentami samozřejmě platí Eulerův vzorec pro každou komponentu. Důkaz je ponechán jako Cvičení 9.3.2. Při počítání oblastí v nesouvislém grafu nesmíme zapomenout, že jednotlivé komponenty sdílí jednu společnou „vnější“ oblast.

Věta 9.12. Eulerův vzorec pro nesouvislé grafy

Pro libovolný rovinný graf G s $\omega(G)$ komponentami platí $v(G) - h(G) + o(G) = 1 + \omega(G)$.

Otázka: Které z vět a důsledků v této podkapitole platí i pro multigrafy (grafy s násobnými hranami)?

Cvičení

9.3.1. Dokažte Eulerův vzorec indukcí vzhledem k počtu hran.

9.3.2. Dokažte Eulerův vzorec pro nesouvislé grafy třemi různými způsoby.

9.3.3. Najděte příklad grafu G , ve kterém každá oblast je ohraničena hranami nejvýše dvou komponent, přičemž a) G má alespoň tři komponenty, b) G má právě k komponent, pro každé $k \geq 2$.

9.3.4. Dokažte Důsledek 9.9., tj. že pro každý planární graf G bez trojúhelníků a s alespoň třemi vrcholy platí $h(G) \leq 2v(G) - 4$.

9.3.5. Dokažte Důsledek 9.10., tj. že pro každý planární graf G bez trojúhelníků platí $\delta(G) \leq 3$.

9.3.6. Nalezněte důkaz neplanárnosti grafu K_5 užitím důsledků Eulerova vzorce.

9.3.7. Naleznete důkaz neplanárnosti grafu $K_{3,3}$ užitím důsledků Eulerova vzorce.

9.3.8. Obvod grafu G je délka nejkratšího cyklu v grafu G . Ukažte, že čím je obvod g planárního grafu G s daným počtem vrcholů větší, tím méně může mít graf G hran.

9.3.9. S využitím Eulerova vzorce (Věta 9.5.) dokažte, že Petersenův graf na Obrázku 4.10. není planární, víte-li že obvod Petersenova grafu je 5.

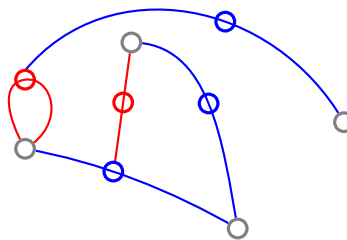
9.3.10. Dokažte, že planární graf G s více než třemi vrcholy a $\delta(G) \geq 3$ má alespoň čtyři vrcholy stupně 5 nebo menšího.

9.3.11. Nechť G má alespoň 11 vrcholů. a) Dokažte, že buď G nebo jeho komplement \bar{G} je neplanární. b) Najdete příklad grafu G' , který má 8 vrcholů a G' i \bar{G}' jsou planární? c)** Najdete příklad grafu G' , který má 10 vrcholů a G' i \bar{G}' jsou planární?

9.3.12. Najdete příklad grafu a dvou jeho nakreslení (a) do roviny b) a na jinou plochu) tak, aby se hrany neprotínaly a obě nakreslení měla jiný počet oblastí? Vysvětlete!

9.3.13. Najděte příklad planárního grafu, pro který neplatí vztah z Důsledku 9.7., tj. pro který platí $h(G) > 3v(G) - 6$.

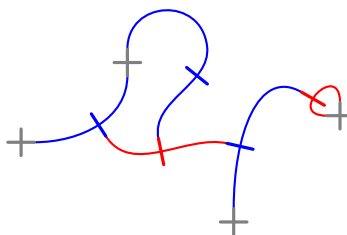
9.3.14. Hra „šprouti“ (z anglického „sprouts“, „výhonky“). Na papíře je nakresleno n puntíků. Hra je zajímavá už pro malá n , třeba 5. Hráči se střídají, kdo nemůže udělat další tah, prohrál. V každém tahu spojí hráč křivkou dva puntíky tak, aby nezkřížil žádnou jinou křivku a na křivku nakreslí nový puntík. Puntík se smí použít jako konec nové křivky jen pokud z něj vedou nejvýše dvě další křivky. Ukažte, že pro n počátečních puntíků má hra nejvýše $3n - 1$ tahů. Na Obrázku 9.13. jsou pro přehlednost tahy obou hráčů odlišeny barevně.



Obrázek 9.13.: Rozehraná hra se čtyřmi výchozími puntíky, kdy je na tahu červený hráč.

9.3.15.* Ukažte, že hra šprouti (Cvičení 9.3.14.) pro n počátečních puntíků má vždy alespoň $2n$ tahů.

9.3.16.* Hra „podvodní šprouti“. („Brussels sprouts“) Místo puntíků budeme kreslit křížky. Nové křivky se připojují pouze k ramenům křížků. Nový křížek vytvoříme vždy přeškrtnutím křivky nakreslené v daném tahu. Ukažte, že hra má vždy právě $5n - 2$ tahů. Na Obrázku 9.14. jsou pro přehlednost tahy obou hráčů odlišeny barevně.



Obrázek 9.14.: Rozehraná hra se čtyřmi výchozími křížky, kdy je na tahu červený hráč.

9.3.17. **Hrana se, v nějakém pevně zvoleném nakreslení, nazývá sudá, jestliže protíná jiné hrany grafu v sudém počtu průsečíků (ne koncových bodů). Ukažte, že pokud existuje takové nakreslení grafu G , ve kterém je každá hrana sudá, tak je G planární.

9.3.18. **Označme S množinu všech bodů s celočíselnými souřadnicemi v rovině. Mějme libovolný n -úhelník, jehož vrcholy patří do množiny S (n -úhelník může být i nekonvexní). Označme u počet všech bodů z S , které leží uvnitř n -úhelníka a h počet všech bodů z S , které leží na hranici n -úhelníka.

a) Předpokládejme, že každý trojúhelník, jehož žádný vnitřní bod a kromě vrcholů ani žádný bod na hranici nepatří do S má obsah $\frac{1}{2}$. Ukažte, že obsah n -úhelníka je $u + \frac{h}{2} - 1$.

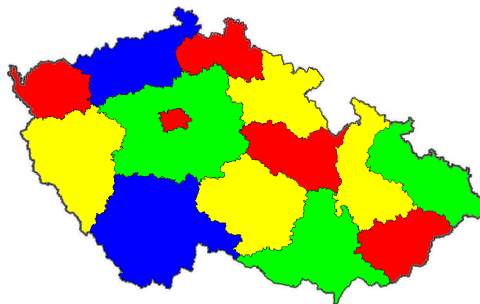
b) Uměli byste ukázat, že každý trojúhelník, jehož žádný vnitřní bod a kromě vrcholů ani žádný bod na hranici nepatří do S má obsah $\frac{1}{2}$?

9.3.19. Ukažte, že pokud má rovinný graf obvod alespoň 6, tak obsahuje vrchol stupně 2. Platí tvrzení i pro nerovinné grafy?

9.3.20. Kolik nejvíce oblastí může mít rovinný graf s v vrcholy? Najděte příklad takového grafu pro každé přirozené v .

9.4. Duální grafy a barvení planárních grafů

V předchozích kapitolách jsme se věnovali barvení hran i barvení vrcholů. V rovinných grafech má smysl barvit také oblasti (Obrázek 9.15.). Když si vezmeme mapu nějakého území, můžeme se na ni podívat jako na graf nějakého rovinného grafu. Hranice států nebo krajů odpovídají hranám grafu a místa křížení či dotyku hranic odpovídají vrcholům grafu. Pro přehlednost pak kraje obarvíme tak, aby každé dva sousední kraje, které sdílí alespoň nějaký úsek hranice (nikoliv jen bod), byly obarveny různými barvami. Je přirozené se ptát kolik *nejméně* barev pro takové „dobré oblastní barvení“ potřebujeme.



Obrázek 9.15.: Kraje České republiky obarvené čtyřmi barvami.

Nejprve ukážeme, že místo „oblastního barvení“ rovinného grafu můžeme zkoumat vrcholového barvení tzv. duálního grafu.

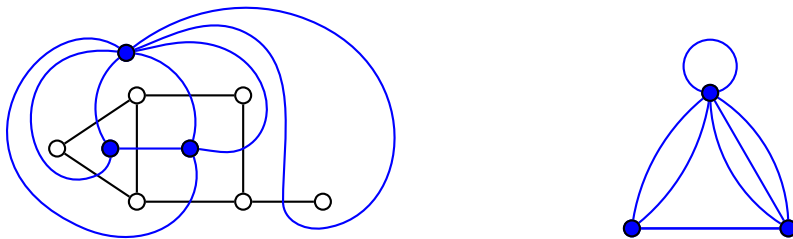
V této podkapitole budeme pracovat i s obecnými grafy, někdy připustíme existenci smyček a násobných hran. Není těžké si rozmyslet (Cvičení 9.4.4.), že pokud je jednoduchý graf G planární, tak graf G' , který získáme z grafu G tak, že nahradíme některé hrany násobnými hranami a u některých vrcholů přidáme smyčky, je také planární. Naopak, z obecného planárního grafu G' jistě můžeme získat jednoduchý planární graf G vynecháním smyček a násobných hran.

Definice Duální graf

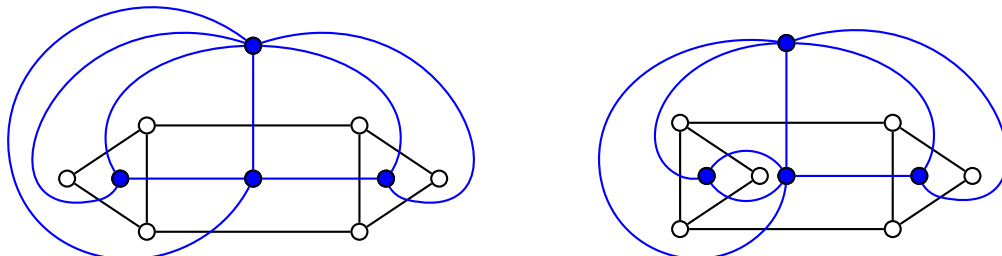
Mějme rovinný graf G s množinou hran e_1, e_2, \dots, e_p a množinou oblastí o_1, o_2, \dots, o_q . Duální graf G^* grafu G je graf s množinou vrcholů $V(G^*) = \{o_1^*, o_2^*, \dots, o_q^*\}$ a množinou hran $E(G^*) = \{e_1^*, e_2^*, \dots, e_p^*\}$, kde dva vrcholy o_i^*, o_j^* budou spojeny hranou e_k^* , jestliže hrana e_k je na hranici oblastí o_i a o_j .

Všimněte si, že i v případě, že G je jednoduchý graf, tak graf G^* může být se smyčkami nebo násobnými hranami (Obrázek 9.16.). Je-li například G strom, je G^* graf s jediným vrcholem a $|E(G^*)|$ smyčkami. Obecně každá hrana, která neoddeluje *dvě* oblasti, ale je součástí hranice *jediné* oblasti, odpovídá smyčce multigrafu G^* .

Konstrukce duálního grafu je definována jen pro rovinné grafy (tj. máme dáno jedno pevné nakreslení grafu G) a dá se ukázat, že duální graf G^* k rovinnému grafu G je opět rovinný graf (Cvičení 9.4.1.). Z definice by se mohlo zdát, že duálním grafem k rovinnému grafu G^* (k pevnému nakreslení duálního grafu G^*) je opět původní graf G . To obecně není pravda, jak ukáže cvičení Cvičení 9.4.2. Dále je zajímavé



Obrázek 9.16.: Graf G a jeho duální multigraf G^* .



Obrázek 9.17.: Dva neizomorfní duální grafy téhož grafu G .

si uvědomit, že struktura duálního grafu závisí na příslušném nakreslení grafu G . Stejný graf může mít několik neizomorfních duálních grafů (Obrázek 9.17., Cvičení 9.4.17.).

Směřujeme k formulaci problému čtyř barev, jednoho z nejznámějších problémů, který byl vyřešen pomocí teorie grafů. Francis Guthrie si v roce 1852 všiml, že při obarvování oblastí map stačí vždy nejvýše čtyři barvy. De Morgan a Arthur Cayley problém popularizovali. Nikdo tvrzení neuměl ani dokázat ani vyvrátit (nalezením protipříkladu) a tak se zrodil jeden z věhlasných problémů, o jehož řešení se více než sto let pokoušela celá řada významných matematiků. Konečně v roce 1976 Kenneth Appel a Wolfgang Haken podali důkaz založený jednak na teoretickém rozboru a jednak na vyšetření mnoha stovek jistých grafů.

Věta 9.13. Věta o čtyřech barvách

Pro libovolný planární graf G platí $\chi(G) \leq 4$.

Důkaz pochopitelně vynecháme.

Pro planární grafy bez trojúhelníků (například planární bipartitní grafy, ale nejen je) je následující věta důsledkem Věty o čtyřech barvách. Umíme ji však snadno ukázat i bez použití Věty 9.13. (Cvičení 9.4.3.).

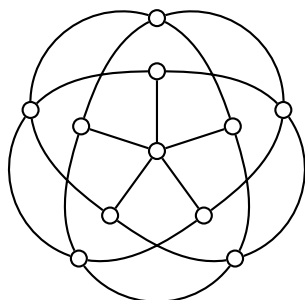
Věta 9.14. Pro každý planární graf G bez trojúhelníků platí $\chi(G) \leq 4$.

Německý matematik Herbert Grötzsch dokázal v roce 1959 ještě silnější související výsledek.

Věta 9.15. Grötzschova věta

Pro každý planární graf G bez trojúhelníků platí $\chi(G) \leq 3$.

Důkaz nebudeme uvádět. Grötzschův původní důkaz byl složitý a všechny dodnes známé důkazy jsou poměrně komplikované nebo využívají jiná silná tvrzení. Poznamenejme ještě, že je možno ukázat o něco silnější tvrzení: každý rovinný graf, který obsahuje nejvýše tři trojúhelníky, má chromatické číslo 3. Na druhou stranu existují planární grafy se čtyřmi trojúhelníky, na jejichž dobré vrcholové barvení tři barvy nestačí (najdete příklad?). Současně existují *neplanární* grafy bez trojúhelníků (například Grötzschův graf na Obrázku 9.18.) na jejichž dobré vrcholové barvení jsou potřeba alespoň čtyři barvy.



Obrázek 9.18.: Grötzschův graf.

Otázka: Jaký je příklad rovinného grafu se čtyřmi trojúhelníky, na jehož dobré vrcholové barvení jsou potřeba právě čtyři barvy?

Kontrola tištěných spojů

Vědci z AT&T Bellových laboratoří navrhli metodu kontroly tištěných spojů, která je pěknou praktickou aplikací Věty o čtyřech barvách. Vodivé spoje v jedné vrstvě tištěného spoje (i uvnitř procesoru) můžeme chápat jako oblasti v rovině. Obvykle požadujeme co nejmenší rozměry tištěného spoje, a proto je jejich výroba náchylná k chybám, které se projeví zkratem mezi různými vodiči (oblastmi). Kdybychom měli testovat krátké spojení mezi každými dvěma vodiči tištěného spoje se stovkou vodičů nebo (někdy se jim říká „sítě“), bude potřeba prověřit řádově 5000 možných zkratů, což je nepraktické. Typický počet sítí se pohybuje v řádu 500 a v takovém případě může zkrat nastat mezi více než 120 tisíci různými dvojicemi sítí. Při testu máme za úkol pouze zjistit *zda* je tištěný spoj vadný, není důležité *kde* přesně zkrat nastal.

Pěknou aplikací barvení grafů je možnost rychlého testu nejběžnějších vad ve výrobním procesu, které se projeví zkratem mezi *sousedními* sítěmi, tj. sítěmi, které spolu na tištěném spoji sousedí. Protože celé schéma jedné vrstvy vodivých spojení můžeme chápat jako rovinný graf, existuje podle Věty o čtyřech barvách dobré obarvení vodivých oblastí sítí (vrcholy grafu odpovídají sítím) čtyřmi barvami. V takovém barvení nikdy nejsou sítě jedné barvy sousední. Místo přikládání dvojice testovacích sond postupně k různým dvojicím sítí, je možno pro výrobní linku sestavit jakési „supersondy“, kdy každá bude přiložena současně ke všem sítím odpovídajícím jedné barvě. Stačí se omezit na hledání zkratu mezi sítěmi různých barev, místo tisíců testů stačí prověřit $\binom{4}{2} = 6$ dvojic.

Počet testů můžeme zredukovat dokonce na pouhé dva testy, když čísla použitých čtyř barev zakódujeme v binárním kódu a jedna dvojice testovacích supersond bude odpovídat barvám s první binární číslicí 0 resp. 1 a druhá dvojice barvám s druhou binární číslicí 0 resp. 1. Pokud tištěný spoj obsahuje zkrat mezi vrcholy (odpovídají vodičům či sítím) dvou různých barev, a protože čísla každých dvou barev se liší v alespoň jednom bitu, tak bude zkrat při alespoň jednom testu objeven.

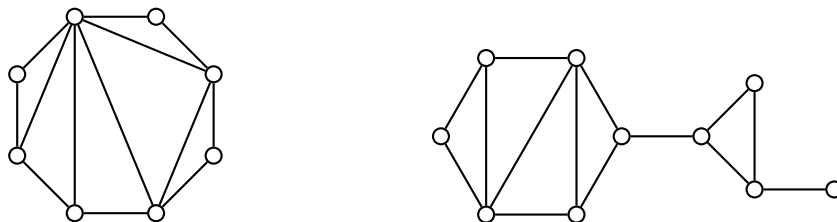
Oboustrannému tištěnému spoji, který se v praxi vyskytuje nejčastěji, by odpovídal graf tloušťky 2 (tloušťka je zavedena v Kapitole 10. na straně 124) a dá se ukázat, že na dobré obarvení takového grafu potřebujeme nejvýše 12 barev. Analogicky jako v předchozím odstavci můžeme těmto dvanácti barvám přiřadit čtyřbitové binární kódy a pro každý bit sestavit dvojici sond, vždy jedna bude současně přiložena ke všem vodičům s hodnotou 0 a druhá s hodnotou 1 příslušného bitu. Budou tak stačit čtyři testy na objevení nejběžnější výrobní vady, oproti tisícům obvyklých testů. Podrobnější popis najdete v knize [S].

Vnějškově planární grafy

Rovinné grafy, které dostaneme zakreslením několika hran do vnitřní oblasti cyklu, mají mezi planárními grafy výjimečné postavení, právě díky poměrně jednoduché struktuře.

Definice Planární graf se nazývá *vnějškově planární*, jestliže existuje takové jeho rovinné nakreslení, že všechny jeho vrcholy leží na hranici vnější oblasti. Takové rovinné nakreslení vnějškově planárního grafu se nazývá *vnějškově rovinný graf*.

Grafy na Obrázku 9.19. jsou vnějškově planární. Všimněte si, že podle definice nemusí všechny vrcholy vnějškově planárního grafu ležet na cyklu ani když je souvislý. Například graf na Obrázku 9.19. vpravo je vnějškově planární, avšak jistě neobsahuje cyklus procházející všemi vrcholy.



Obrázek 9.19.: Příklady vnějškově planárních grafů.

Jiná situace nastane pro 2-souvislé grafy, jak ukazuje následující lemma. Ve Cvičení 9.4.21. dokonce ukážeme, že takový cyklus existuje právě jeden.

Lemma 9.16. *Hranice vnější oblasti 2-souvislého vnějškově planárního grafu tvoří cyklus, který prochází všemi vrcholy.*

Důkaz. Víme, že hranice obsahuje všechny vrcholy grafu. Pokud by tato hranice nebyla cyklem, byla by sledem a to znamená, že prochází některým vrcholem (alespoň) dvakrát. Takový vrchol by tvořil artikulaci a graf by nebyl 2-souvislý. \square

Ve Cvičení 9.4.19. ukážeme, že grafy K_4 a $K_{2,3}$ nejsou vnějškově planární. Je zajímavé, že tyto dva grafy mají pro vnějškově planární grafy podobný význam jako grafy K_5 a $K_{3,3}$ pro planární grafy. Dá se ukázat, že graf je vnějškově planární právě tehdy, když neobsahuje rozdělení grafu K_4 ani $K_{2,3}$.

Věta 9.17. *Každý vnějškově planární graf obsahuje vrchol stupně nejvýše 2.*

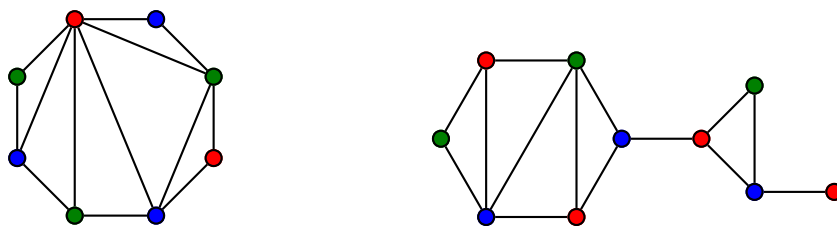
Důkaz. Omezíme se na souvislé grafy, protože tvrzení platí pro každou komponentu. V grafu s méně než čtyřmi vrcholy je každý vrchol stupně nejvýše 2. Pro grafy s alespoň čtyřmi vrcholy provedeme důkaz indukci vzhledem k počtu vrcholů a dokážeme dokonce, že v každém vnějškově planárním grafu jsou dva nesousední vrcholy stupně nejvýše 2.

Základ indukce: Graf K_4 není vnějškově planární, neboť v každém cyklu, který prochází všemi vrcholy, najdeme dvě hrany (*chordály*, což jsou hrany mezi nesousedními vrcholy cyklu), jejichž koncové vrcholy se pravidelně střídají podél cyklu a nemohou být zakresleny současně ve stejné oblasti. Ostatní grafy na čtyřech vrcholech mají alespoň dva nesousední vrcholy stupně nejvýše 2.

Indukční krok: Mějme vnějškově planární graf G s alespoň pěti vrcholy. Předpokládejme, že každý vnějškově planární graf s méně vrcholy obsahuje dva nesousední vrcholy stupně 2. Jestliže graf G obsahuje artikulaci, pak najdeme (podle Cvičení 5.2.5.) dva koncové bloky (koncový blok obsahuje jedinou artikulaci). Bloky jsou vnějškově planární grafy a podle předpokladu najdeme v každém alespoň dva vrcholy stupně nejvýše 2, přičemž tyto dva vrcholy nejsou v grafu G sousední a alespoň jeden z nich není artikulací grafu G .

V 2-souvislém vnějškově planárním grafu G najdeme podle Lemmatu 9.16. cyklus C , který prochází všemi vrcholy. Pokud graf G neobsahuje kromě hran cyklu C žádnou další hranu, jsou všechny vrcholy v G stupně 2. Je-li xy nějaká chordála cyklu C , tak každá ze dvou (x,y) -cest cyklu C spolu s chordálou xy tvoří cyklus, jehož vrcholy indukují vnějškově planární podgraf grafu G . Každý tento podgraf splňuje indukční předpoklad a obsahuje nějaký vrchol stupně nejvýše 2 různý od x a y . Máme tak hledané dva vrcholy a nespojuje je žádná hrana, neboť by musela buď protnout hranu xy nebo být zakreslena v oblasti ohraničené cyklem C , což není možné. \square

Pomocí předchozí věty snadno ukážeme, že každý vnějškově planární graf lze dobře obarvit třemi barvami (Cvičení 9.4.20.). Na Obrázku 9.20. je dobré vrcholové barvení grafů z Obrázku 9.19. třemi barvami.



Obrázek 9.20.: Dobrá vrcholové 3-barvení vnějškově planárních grafů.

Vnějškově planární graf se nazývá maximální, pokud do něj není možno přidat žádnou hranu aniž by se porušila vlastnost být vnějškově planární. Všimněte si, že pokud rozlišujeme označení vrcholů, tak počet maximálních vnějškově planárních grafů s n vrcholy je dán Catalanovým číslem C_{n-2} .

Otázky:

- Je Věta 9.17. silnější než Věta 9.15.? Nebo naopak?
- Existuje vnějškově planární graf, který neobsahuje žádný vrchol stupně 2?
- Existuje vnějškově planární graf, který neobsahuje žádný vrchol stupně 1 ani 2?

Odkazy:

- http://en.wikipedia.org/wiki/Grötzsch_graph

- http://en.wikipedia.org/wiki/Outerplanar_graph.

Cvičení

- 9.4.1. Mějme libovolný rovinný graf G . Ukažte, že duální multigraf G^* je planární.
- 9.4.2. Mějme libovolný rovinný graf G . Ukažte, že duálním grafem k duálnímu grafu G^* (k jeho pevnému nakreslení) nemusí být původní rovinný graf G .
- 9.4.3. Bez použití Vět 9.13. a 9.15. dokažte Větu 9.14., která říká, že pro každý planární graf G bez trojúhelníků platí $\chi(G) \leq 4$.
- 9.4.4. Ukažte, že pokud je jednoduchý graf G planární, tak graf G' , který vznikne z grafu G nahrazením některých hran násobnými hranami a přidáním smyček k některým vrcholům, je také planární.
- 9.4.5. Mějme nějaké rovinné nakreslení grafu G . Nadefinujte oblastní barvení grafu a dobré oblastní barvení grafu G . Zaveďte oblastní chromatické číslo $\chi_o(G)$.
- 9.4.6.♥ Najděte příklad rovinného grafu, který neobsahuje K_4 jako podgraf, ale na jeho dobré vrcholové barvení jsou potřeba alespoň čtyři barvy.
- 9.4.7. Najděte příklad (nerovinného) grafu, který neobsahuje a) graf K_5 jako podgraf, ale na jeho dobré vrcholové barvení je potřeba alespoň pět barev, b) graf K_n jako podgraf, ale na jeho dobré vrcholové barvení je potřeba alespoň n barev.
- 9.4.8. Dokažte slabší verzi věty o čtyřech barvách: pro každý planární graf G je $\chi(G) \leq 6$.
- 9.4.9. Najděte jiný důkaz, že pro každý planární graf G platí $\chi(G) \leq 6$. Použijte Větu 8.9.
- 9.4.10.* Dokažte Větu o pěti barvách, tj. že pro každý planární graf G je $\chi(G) \leq 5$.
- 9.4.11. Najděte chybu v následujícím důkazu:
Mějme takový graf G , že na jeho dobré vrcholové barvení je potřeba alespoň 5 barev. V grafu G musí být nějaké vrcholy stupně alespoň 4, které jsou sousední s vrcholy čtyř ostatních barev, jinak bychom je mohli přebarvit a použít méně než 5 barev. Dále jistě najdeme takovou množinu pěti vrcholů různé barvy, které tvoří podgraf K_5 , protože na dobré vrcholové obarvení každého podgrafu $K_5 - e$ stačí podle Brooksovy Věty 8.7. jen 4 barvy. V rovinném grafu podle Kuratowského věty neexistuje podgraf izomorfní s K_5 , a proto (podle předchozího zdůvodnění) na obarvení rovinného grafu budou stačit vždy čtyři barvy.
- 9.4.12.♥ Ukažte, že duálním grafem kola W_{n+1} je kolo W_{n+1} .
- 9.4.13. Podle Věty 9.4. víme, že graf K_6 není planární. Ukažte, že existuje takový planární graf G , jehož vrcholy je možno obarvit šesti barvami (ohodnotit) $1, 2, \dots, 6$ tak, že každý vrchol obarvený barvou i je sousední s vrcholy všech zbývajících pěti barev.
- 9.4.14. Najděte dobré vrcholové barvení planárního grafu z předchozího příkladu pomocí čtyř barev.
- 9.4.15. Ukažte, že tvrzení ze Cvičení 9.4.13. není možné zesílit, tj. neexistuje rovinný graf G , jehož vrcholy je možno obarvit sedmi barvami (ohodnotit) $1, 2, \dots, 7$ tak, že každý vrchol i je sousední s vrcholy všech zbývajících šesti barev.
- 9.4.16. Pro která přirozená čísla n existuje takový jednoduchý rovinný graf G s n vrcholy, že jeho duální graf G^* je izomorfní s grafem G ?
- 9.4.17. Pro každé přirozené číslo k najděte příklad planárního grafu G a alespoň k takových jeho různých rovinných nakreslení, že pro každé nakreslení dostaneme jiný (neizomorfní) duální a) multigraf G^* b) graf G^* .
- 9.4.18. Najděte všechny maximální vnějškově planární grafy na a) pěti vrcholech, b) šesti vrcholech. Maximální vnějškově planární jsou zavedeny na straně 120.
- 9.4.19. Ukažte, že grafy K_4 a $K_{2,3}$ jsou planární, ale nejsou vnějškově planární.
- 9.4.20. Ukažte, že chromatické číslo vnějškově planárních grafů je nejvýše 3.
- 9.4.21. Ukažte, že každý 2-souvislý vnějškově planární graf obsahuje právě jeden cyklus, který prochází všemi vrcholy (hamiltonovský cyklus).
- 9.4.22. Ukažte, že duální graf libovolného rovinného grafu je souvislý.

9.4.23. Dokažte, že netriviální rovinný graf je bipartitní právě tehdy, když každá jeho oblast je ohraničena sudým počtem hran. (Každou hranu počítáme tolikrát, kolikrát se objeví na hranici oblasti.)

9.4.24. Ukažte, že každý planární graf s n vrcholy, který je izomorfní se svým doplňkem, má právě $2n - 2$ hran. Pro každé $n \geq 4$ sestavte příklad jednoduchého planárního grafu izomorfního se svým doplňkem.

9.4.25. Ukažte, že graf je vnějškově planární právě tehdy, když neobsahuje rozdělení grafu K_4 ani $K_{2,3}$.

Kapitola 10. Neplanární grafy

V předchozí kapitole jsme se věnovali planárním grafům. Má však smysl studovat i neplanární grafy a v této souvislosti je rozumné položit si otázku „jak moc“ je daný graf neplanární. Míru neplanarity je možné popsat několika způsoby. Některé z nich zmíníme.

Pokud daný graf G není planární, tak neexistuje jeho rovinné nakreslení. V dalším budeme předpokládat, že máme takové nakreslení neplanárního grafu, že

- 1) žádná hrana neprotíná sama sebe,
- 2) dvě závislé hrany se neprotínají,
- 3) dvě nezávislé hrany se protínají nejvýše jednou,
- 4) v jednom bodě roviny se protínají nejvýše dvě hrany.

Pokud by některá z uvedených vlastností měla být porušena, umíme se příslušnému křížení vždy vyhnout vhodným překreslením daného grafu, jak jsme ukázali na straně 111 (Obrázky 9.7. a 9.8.).

10.1. Průsečíkové číslo

Mírou neplanarity může být například nejmenší nutný počet křížení v nějakém nakreslení daného grafu.

Definice *Průsečíkové číslo* grafu G je nejmenší počet průsečíků hran mezi všemi takovými nakresleními grafu G do roviny, ve kterých se v žádném bodě neprotínají více než dvě hrany. Průsečíkové číslo grafu G se značí $\nu(G)$.

Podle definice je graf G planární, právě když $\nu(G) = 0$. Je zřejmé, že je-li H podgrafem grafu G , tak platí $\nu(H) \leq \nu(G)$. Navíc je-li H rozdělením grafu G , jistě platí $\nu(H) = \nu(G)$.

Průsečíkové číslo je známo jen pro velmi málo obecných tříd grafů. I pro velké kompletní a kompletní bipartitní grafy jsou známy jen horní odhady, které vyplývají z konstrukce konkrétního nakreslení. Pro ilustraci uvedeme následující dvě tvrzení.

Věta 10.1. *Pro úplný graf K_n platí*

$$\nu(K_n) \leq \frac{1}{4} \left\lfloor \frac{n}{2} \right\rfloor \left\lfloor \frac{n-1}{2} \right\rfloor \left\lfloor \frac{n-2}{2} \right\rfloor \left\lfloor \frac{n-3}{2} \right\rfloor,$$

přičemž pro $1 \leq n \leq 11$ nastává rovnost.

Věta 10.2. *Pro úplný bipartitní graf $K_{m,n}$ platí*

$$\nu(K_{m,n}) \leq \left\lfloor \frac{n}{2} \right\rfloor \left\lfloor \frac{n-1}{2} \right\rfloor \left\lfloor \frac{m}{2} \right\rfloor \left\lfloor \frac{m-1}{2} \right\rfloor,$$

přičemž pro $\min\{m, n\} \leq 6$ nastává rovnost.

Polský matematik Kazimierz Zarankiewicz vyslovil v roce 1954 hypotézu, že ve Větě 10.2. nastává vždy rovnost. Zatím se podařilo tuto hypotézu dokázat jen pro $\min\{m, n\} \leq 6$ a několik málo dalších hodnot.

Dolní odhad průsečíkového čísla

Při určování průsečíkového čísla konkrétního grafu s pravidelnou strukturou můžeme využít Eulerův vzorec a jeho důsledek. Snadno odvodíme následující tvrzení.

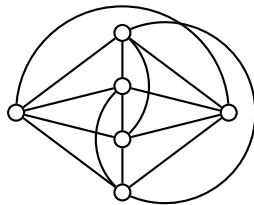
Lemma 10.3. *Pro každý graf G s alespoň třemi vrcholy platí $\nu(G) \geq h(G) - 3v(G) + 6$.*

Důkaz. Mějme dán graf G . Označme r nejmenší počet hran, který je nutné z grafu G odstranit, abychom dostali planární graf H . Jistě platí $r \leq \nu(G)$. V jednoduchém rovinném grafu H s alespoň třemi vrcholy je každá oblast ohraničena alespoň třemi hranami, a tak jsme v Důsledku 9.7. ukázali, že $h(H) \leq 3v(H) - 6$. Nyní protože $v(H) = v(G)$ a $h(G) - r = h(H)$ odvodíme

$$\begin{aligned} h(H) &\leq 3v(H) - 6 \\ h(G) - r &\leq 3v(G) - 6 \\ r &\geq h(G) - 3v(G) + 6 \\ \nu(G) &\geq h(G) - 3v(G) + 6. \end{aligned}$$

Pro grafy s menším počtem vrcholů uvedený vztah neplatí. \square

Například pro graf K_6 je proto $\nu(K_6) \geq 15 - 18 + 6 = 3$, a protože existuje takové nakreslení grafu K_6 , ve kterém jsou pouze tři průsečíky (Obrázek 10.1.), tak víme, že $\nu(K_6) = 3$. Podobně lze určit průsečíkové číslo pro řadu speciálních grafů (Cvičení 10.1.4. a 10.1.6.), avšak určení průsečíkového čísla obecného grafu není tímto přístupem možné.



Obrázek 10.1.: Nakreslení grafu K_6 se třemi průsečíky.

Otázky:

- Označme r nejmenší počet hran, který je nutné z grafu G odstranit, abychom dostali planární graf H . Proč nemůže obecně říci, že $r = \nu(G)$?
- Proč nemá smysl použít dolní odhad $\nu(G) \geq h(G) - 3v(G) + 6$ pro všechny grafy?

Cvičení

10.1.1. Určete $\nu(K_{3,3})$ bez použití Věty 10.2.

10.1.2. Určete $\nu(K_{2,2,2})$.

10.1.3. Určete $\nu(K_{1,2,3})$.

10.1.4. V Lemmatu 10.3. Na straně 123 jsme odvodili dolní odhad průsečíkového čísla kompletních grafů. Odvodte podobný přísnější odhad pro kompletní bipartitní grafy.

10.1.5. Určete $\nu(K_{4,4})$ bez použití Věty 10.2.

10.1.6. Určete průsečíkové číslo Petersenova grafu.

10.1.7. Ukažte, že nejmenší počet hran, které je nutno z neplanárního grafu G odstranit, aby výsledný graf byl planární, může být (ostře) menší než průsečíkové číslo grafu G .

10.1.8. Najděte příklad grafu, jehož průsečíkové číslo je větší než 1 a přitom stačí odebrat jedinou hranu, aby výsledný graf byl planární.

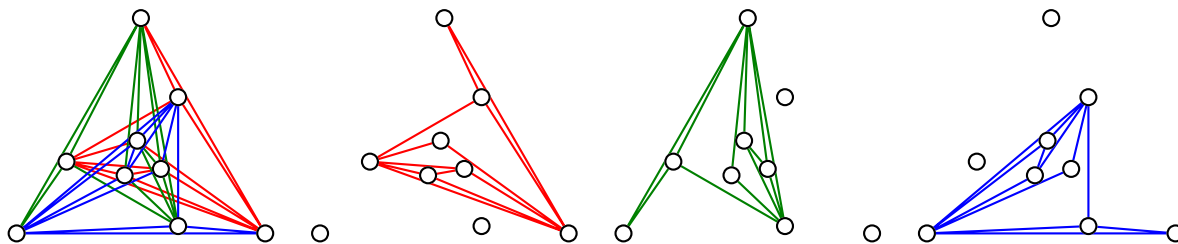
10.1.9. Pro grafy bez trojúhelníků a s alespoň třemi vrcholy najděte a dokažte silnější dolní odhad průsečíkového čísla než dává Lemma 10.3.

10.1.10. Mějme graf G s obvodem g . Najděte a dokažte silnější dolní odhad průsečíkového čísla grafu G , než dává Lemma 10.3.

10.2. Tloušťka grafu

Jiným způsobem charakterizace neplanarity je „tloušťka grafu,“ která přímo souvisí s navrhováním vícevrstevných tištěných spojů (viz také strana 119).

Definice Tloušťka grafu G je nejmenší počet planárních faktorů, na které je možno graf G rozložit. Tloušťka grafu se značí $\theta(G)$.

Obrázek 10.2.: Rozklad grafu K_9 na tři rovinné faktory.

Na Obrázku 10.2. je rozklad neplanárního kompletního grafu K_9 na tři planární faktory. Proto jistě je $\theta(K_9) \leq 3$.

Určit tloušťku obecného grafu není snadné. Avšak odhadnout minimální počet planárních faktorů není těžké. Důkaz následující věty je ponechán jako Cvičení 10.2.2.

Věta 10.4. Pro tloušťku grafu G s alespoň třemi vrcholy platí $\theta(G) \geq \left\lceil \frac{h(G)}{3v(G)-6} \right\rceil$.

Tloušťka kompletních grafů a několika dalších tříd grafů, je známa přesně. Následující tvrzení uvedeme bez důkazu.

Věta 10.5. Pro úplné grafy K_n , kde $n \neq 9, 10$ platí $\theta(K_n) = \lfloor \frac{n+7}{6} \rfloor$ a pro grafy K_9 a K_{10} platí $\theta(K_9) = \theta(K_{10}) = 3$.

Všimněte si, že z uvedeného výsledku vyplývá, že rozklad na Obrázku 10.2. je nejlepší možný a platí tedy $\theta(K_9) = 3$.

Dále si všimněte, že odhad daný Větou 10.4. je pro kompletní grafy překvapivě dobrý (Cvičení 10.2.9.). S výjimkou právě grafů K_9 a K_{10} je dolní odhad daný Větou 10.4. přesný. Pro grafy K_9 a K_{10} dává Věta 10.4. odhad $\theta(K_9) \geq \lceil \frac{36}{21} \rceil = 2$ a podobně $\theta(K_{10}) \geq \lceil \frac{45}{24} \rceil = 2$, avšak podle Věty 10.5. víme, že $\theta(K_9) = \theta(K_{10}) = 3$.

Cvičení

10.2.1. Existuje relace uspořádání mezi čísly $\nu(G)$ a $\theta(G)$ pro všechny grafy G ? Jestliže ano, nalezněte nějakou. Jestliže ne, uveďte protipříklad.

10.2.2. [♡] Dokažte Větu 10.4., že tloušťka grafu G s alespoň třemi vrcholy je alespoň $\left\lceil \frac{h(G)}{3v(G)-6} \right\rceil$.

10.2.3. Bez užití Věty 10.5. ukažte, že a) $\theta(K_8) = 2$, b) $\theta(K_{11}) = 3$, c) $\theta(K_{12}) = 3$.

10.2.4. Mějme graf G a libovolný jeho podgraf H . Ukažte, že $\theta(H) \leq \theta(G)$.

10.2.5. Najděte příklad grafu, jehož tloušťka je větší než $\left\lceil \frac{h(G)}{3v(G)-6} \right\rceil$.

10.2.6. Vyslovte a dokažte přesnější odhad průsečíkového čísla pro bipartitní grafy, než dává Lemma 10.3.

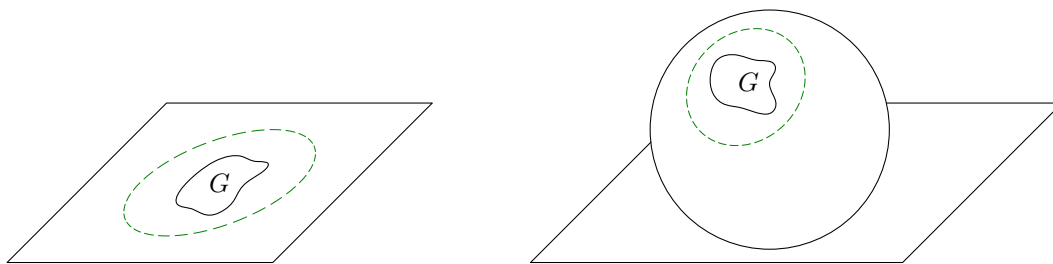
10.2.7. Vyslovte a dokažte přesnější odhad průsečíkového čísla pro souvislé grafy s obvodem g , než dává Lemma 10.3.

10.2.8. Najděte příklad grafu a) tloušťky 2, jehož libovolný vlastní podgraf je tloušťky 1, b) tloušťky 3, jehož libovolný vlastní podgraf je tloušťky 2.

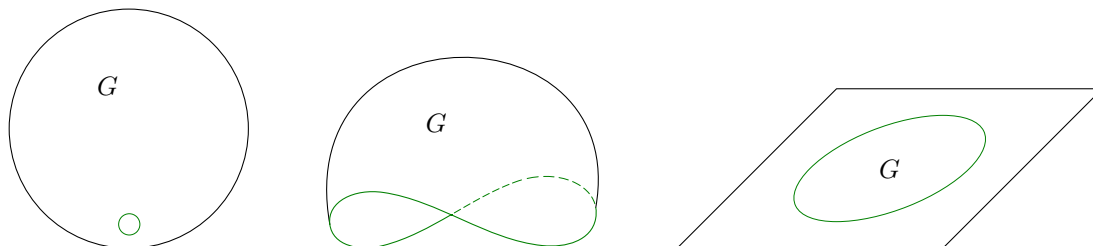
10.2.9. Ukažte, že dolní odhad z Věty 10.4. je přesný pro všechny hodnoty $n \geq 3$ kromě $n = 9, 10$.

10.3. Rod grafu

Je zajímavé si uvědomit, že co se průsečíků týká, je kreslení grafu do roviny totožné s kreslením grafu na sféru. Neformálně si může představit, že pro kreslení máme rovinu (i sféru) vyrobenou z pružného materiálu. Zakreslíme-li konečný graf do roviny, zabírá vždy konečnou část a tak můžeme vyříznout dostatečně velkou oblast, kterou „zabalíme a nafoukneme“ nebo jen mírně natáhneme a přiložíme na kouli, přičemž nakreslení



Obrázek 10.3.: Transformace rovinného nakreslení grafu na sféru.



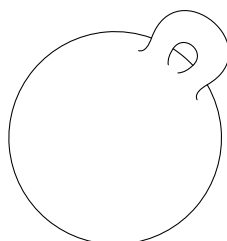
Obrázek 10.4.: Transformace nakreslení grafu ze sféry do roviny.

grafu se jen malinko zdeformuje (Obrázek 10.3.). Jistě tak nezmění struktura grafu ani nevzniknou žádná nová křížení hran.

Naopak, máme-li graf nakreslený na sféře, tak vždy můžeme vyříznout část nějaké oblasti (stačí i jediný bod) tak, abychom neodstranili žádný vrchol ani bod křivky hran. Opět „rozbalením“ a natažením okrajů vyříznuté části můžeme sféru natáhnout do roviny, přičemž struktura zakresleného grafu zůstane nezměněna (Obrázek 10.4.).

Pro formální popis ekvivalence obou nakreslení můžeme najít spojitě bijektivní zobrazení mezi rovinou a povrchem koule, například stereografickou projekci. Avšak existují složitější topologické plochy, na kterých můžeme nakreslit bez průsečíků hran i některé grafy, které nejsou planární. Všimněte si, že planární grafy můžeme bez průsečíků nakreslit na libovolnou plochu, postupovat můžeme podobně jako na Obrázku 10.3. Například grafy K_5 a $K_{3,3}$ můžeme bez protínání hran zakreslit na torus (Obrázek 10.7., Cvičení 10.3.1.), avšak grafy K_8 nebo $K_{4,5}$ nikoliv. S tím souvisí poslední parametr neplanarity, tzv. *rod*. Souvisí přímo s topologickým pojmem *rod plochy*.

Rovina i sféra jsou plochy rodu nula. Neformálně zavedeme rod plochy jako počet „uší“, která můžeme ke sféře připojit¹³. Jestliže je graf G nakreslený na ploše tak, aby se hrany neprotínaly, tak říkáme, že G je do plochy *vnořen* (Obrázek 10.5.). Není těžké si rozmyslet, že každý graf můžeme vnořit do plochy dostatečně vysokého rodu. Proto má následující definice smysl.



Obrázek 10.5.: Plocha rodu 1 – kulová plocha s jedním přidaným uchem.

Definice Rod grafu

Rod grafu G je nejmenší rod plochy, do které je možno graf G vnořit (zakreslit tak, aby se hrany neprotínaly). Rod grafu G budeme značit $\gamma(G)$.

Zmíníme dva výsledky týkající se kompletních a kompletních bipartitních grafů. Jejich důkaz je nad rámec tohoto textu.

¹³ Správně česky je počet „uch“, neboť se jedná o ucha neživotná, často se však neformálně hovoří o uších.

Věta 10.6. Pro $n \geq 3$ platí

$$\gamma(K_n) = \left\lceil \frac{(n-3)(n-4)}{12} \right\rceil.$$

Věta 10.7. Pro $m, n \geq 2$ platí

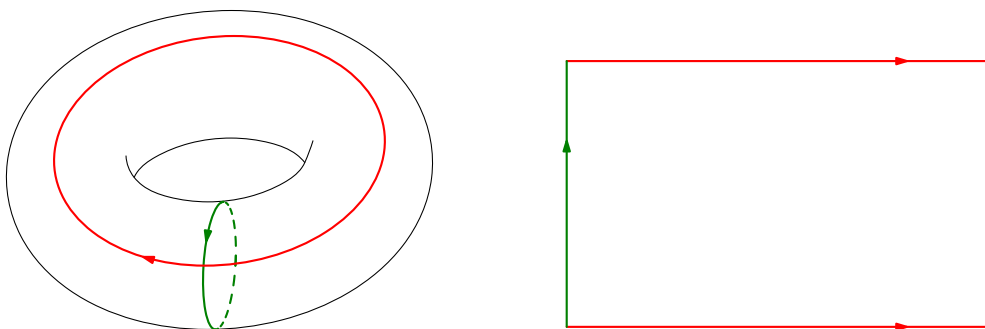
$$\gamma(K_{m,n}) = \left\lceil \frac{(n-2)(m-2)}{4} \right\rceil.$$

Vnoření grafu do jiných ploch než do roviny.

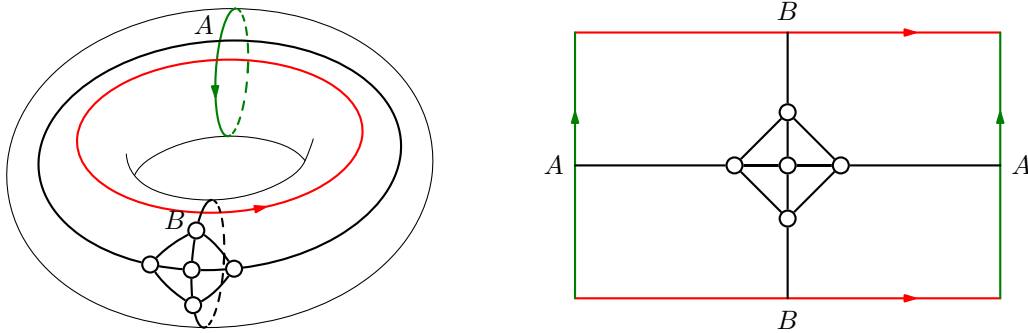
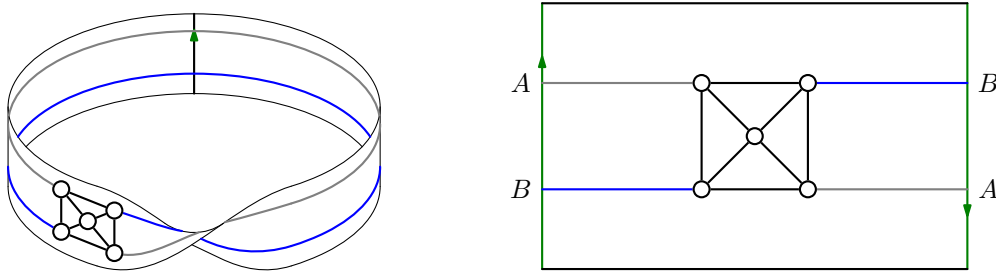
Na straně 109 jsme nadefinovali rovinné grafy, o zakreslování do roviny a na sféru jsme psali na straně 9.1. a na začátku této podkapitoly (strana 10.3.). Mějme graf vnořen do plochy, tj. máme nakreslení grafu do plochy, ve kterém se hrany nekříží. Takové nakreslení grafu se nazývá *vnoření*.

Když při kreslení na torus (správně při vnořování do toru) nebo do Möbiova listu nevystačíme s představivostí, nemusíme mít k dispozici trojrozměrný model. Využijeme tzv. *rozvinutí* do roviny. Představme si, že máme torus vyrobený z pružného materiálu. Rozřízneme-li torus napříč (řez je označen zelenou šipkou na Obrázku 10.6.) a podél (řez podle červené šipky), dostaneme plochu, kterou můžeme „rozvinout“ (natáhnout a vyrovnat) do obdélníku v rovině, přičemž hranice obdélníku odpovídají okrajům řezu (Obrázek 10.6.). S výhodou využijeme, že ve skutečnosti je čára řezu jen myšlená a každý bod na hranici vpravo odpovídá nějakému bodu na hranici vlevo. Podobně při kreslení „přes horní okraj“ pokračujeme na dolním okraji. Při kreslení na Möbiův list vystačíme s jediným řezem (Obrázek 10.8.). Kreslíme-li více průsečíků (bodů) na hranici musíme na odpovídajících stranách dodržet jejich pořadí vzhledem k orientaci šipek řezů (Obrázky 10.7. a 10.8.).

Je třeba zdůraznit že při každém kreslení do roviny i na Möbiův list chápeme plochu jako *rovinný útvar*. Podstatné je, že zakreslený bod nebo křivka leží *v ploše*, poněkud nepřesně bychom mohli říci, že leží „současně na obou stranách“ plochy. Tento fakt je významný zejména při kreslení na Möbiův list (Obrázek 10.8.), neboť na rozdíl od toru, sféry či roviny se nejedná o orientovatelnou plochu. Kreslíme-li na orientovatelnou plochu jako torus, sféru nebo na rovinu, tak vystačíme s (nesprávnou!) představou, že malujeme na povrch nějakého třírozměrného objektu, neboť vždy umíme rozlišit „horní“ a „dolní“ stranu plochy. U Möbiova listu je však taková představa zavádějící. Můžete si vyzkoušet, že při kreslení obyčejnou tužkou na stočený a slepený papírový proužek se *nepodaří* zakreslit graf K_5 bez křížení hran. Problémem je, že při kreslení na papírový model leží zakreslený bod nebo křivka vždy *na jedné straně* papíru. Můžeme kreslit souvislou čáru a „doputovat“ na opačnou stranu papíru, kde křivka zakreslena není. Všimněte si, že takový model vlastně neodpovídá interpretaci rozvinutého Möbiova listu na Obrázku 10.8. vpravo. Lepší interpretace je malování „prosakuujícím“ inkoustem, kdy každý zakreslený bod nebo křivka leží *v ploše* Möbiova listu a je „vidět“ z obou stran plochy, tj. jsou do plochy *vnořeny*.



Obrázek 10.6.: Rozvinutí toru do roviny pro přehledné kreslení.

Obrázek 10.7.: Nakreslení grafu K_5 na torus a příslušné rozvinutí toru do roviny.Obrázek 10.8.: Nakreslení grafu K_5 na Möbiův list a příslušné rozvinutí do roviny.

Pro plochy rodu g platí obecnější verze Eulerova vzorce. Mějme graf G vnořen do plochy rodu g tak, že každá jeho oblast je topologicky ekvivalentní otevřenému disku (tj. hranice oblasti je Jordanovská křivka a oblast neobsahuje žádná „ucha“ ani „díry“ na rozdíl od toru, pláště válce nebo Möbiova pásku a podobně). Potom lze dokázat, že pro každé takové vnoření grafu G platí

$$v(G) - h(G) + o(G) = 2 - 2g.$$

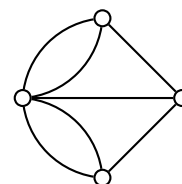
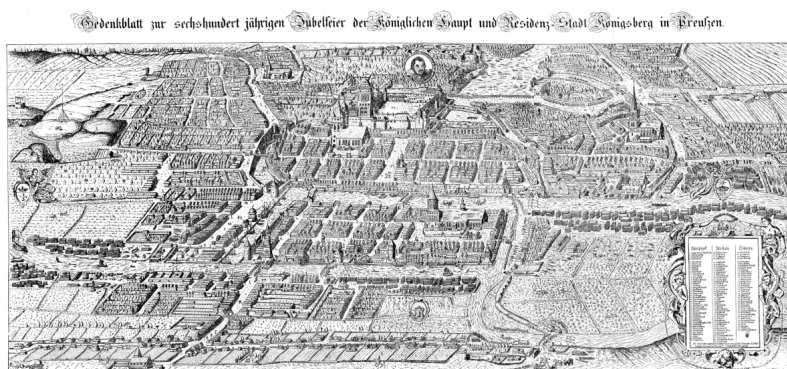
Cvičení

- 10.3.1. Nakreslete vnoření a) grafu $K_{3,3}$ do toru, b) grafu $K_{4,4}$ do toru.
- 10.3.2. Nakreslete vnoření a) grafu K_5 na Möbiův pásek, b) grafu $K_{3,3}$ na Möbiův pásek.
- 10.3.3. Nakreslete vnoření a) grafu K_6 do toru, b) grafu K_7 do toru.
- 10.3.4. Ukažte, že pro plochy rodu většího než 0 obecně nemá smysl definovat bez dalšího omezení počet oblastí grafu nakresleného (vnořeného) na takovou plochu.
- 10.3.5.* Ukažte, že pro graf G vnořený do toru platí $v(G) - h(G) + o(G) \geq 0$.
- 10.3.6. Užitím vztahu ze Cvičení 10.3.5. ukažte, že pro graf G vnořený do toru musí platit $h(G) \leq 3v(G)$.
- 10.3.7. Ukažte, že kompletní graf K_8 není možno vnořit do toru.
- 10.3.8. Ukažte, že chromatické číslo grafu, který lze vnořit do toru, je nejvýše 7.
- 10.3.9. Ukažte, že každý graf G , pro který platí $\nu(G) = 1$, můžeme zakreslit na Möbiův pásek bez křížení hran.
- 10.3.10. Ukažte, že Petersenův graf je možno vnořit do Möbiova pásku.

Kapitola 11. Eulerovské a hamiltonovské grafy

Sedm mostů města Královce

Historicky první úlohou, která byla vyřešena s pomocí pojmů teorie grafů, byla *úloha sedmi mostů města Královce*. Pruské město Královec leží na řece Pregole. Řeka vytváří dva ostrovy, které byly v 18. století spojeny s oběma břehy i navzájem celkem sedmi mosty. Měšťané řešili problém, zda je možno všechny mosty přejít tak, abychom vstoupili na každý most pouze jednou. Leonhard Euler v roce 1736 dokázal, že to není možné. Při formulaci problému použil abstraktní strukturu odpovídající pojmu graf a současně tak zavedl novou matematickou disciplínu – teorii grafů. Grafům, které je možno celé projít (všechny jejich hrany) jedním uzavřeným tahem, se dnes říká eulerovské.



Obrázek 11.1.: Město Královec v roce 1613 a sedm mostů přes řeku Pregolu.

Jedním tahem

Pojem eulerovského grafu úzce souvisí s kreslením jedním tahem. Jako praktické aplikace pro kreslení jedním tahem můžeme zmínit návrh trasy popelářského nebo kropičího vozu, optimalizace řezání vodním paprskem nebo robotické svařování, případně plánování tras sněžných pluhů na silnicích.

11.1. Eulerovské grafy

Na straně 38 jsme zavedli pojem tahu. Připomeňme, že tah je takový sled v grafu, ve kterém se neopakuje žádná hrana, zatímco vrcholy se mohou opakovat.

Definice Eulerovský graf

Uzavřený tah v grafu G , který obsahuje všechny hrany a všechny vrcholy grafu G , se nazývá *uzavřený eulerovský tah* nebo *eulerovský tah*. Graf, ve kterém existuje uzavřený eulerovský tah, se nazývá *eulerovský graf* a říkáme, že graf G lze *nakreslit jedním (uzavřeným) tahem*.

Tah v grafu G , který obsahuje všechny hrany a všechny vrcholy grafu G a výchozí vrchol se liší od koncového vrcholu, se nazývá *otevřený eulerovský tah*. Říkáme, že graf G lze *nakreslit jedním otevřeným tahem*.

Je zřejmé, že v nesouvislém grafu žádný netriviální eulerovský tah nemůže existovat. Hledáme-li v grafu eulerovský tah, tak je přirozené požadovat, aby zkoumaný graf byl souvislý. Proto jsou následující tvrzení formulována jen pro souvislé grafy. Všimněte si, že v definici požadujeme, aby eulerovský tah obsahoval jak všechny hrany, tak i vrcholy daného grafu (proč?). Nejprve zavedeme jednu důležitou třídu grafů.

Definice Graf nazveme *sudý*, jestliže má všechny vrcholy sudého stupně. Podobně budeme mluvit o sudých multigrafech, a jestliže smyčku budeme do stupně vrcholu počítat dvakrát (jednou za každý „koncový“ vrchol), tak i o sudých pseudografech.

Graf na Obrázku 11.1. vpravo je multigraf, který není sudý. Všechny kompletní grafy s *lichým* počtem vrcholů a hyperkrychle sudého řádu jsou sudé grafy. Kompletní bipartitní grafy jsou sudé právě tehdy, když obě partity mají sudý počet vrcholů. Petersenův graf (Obrázek 4.10.) i všechny netriviální stromy nejsou sudé grafy.

Následující věta dává pěknou a současně jednoduchou nutnou a postačující podmínku existence eulerovského tahu v daném grafu.

Věta 11.1. *Souvislý graf je eulerovský právě tehdy, když je sudý.*

Důkaz.

„ \Rightarrow “ Uzavřený eulerovský tah v grafu G při každém průchodu vrcholem v obsahuje dvě hrany incidentní s v . Navíc první a poslední hrana uzavřeného tahu je incidentní se stejným vrcholem, proto stupeň každého vrcholu v grafu G je násobek dvojky. Každý eulerovský graf G je proto sudý.

„ \Leftarrow “ Postupujeme indukcí vzhledem k počtu hran.

Základ indukce: Nejmenší graf splňující podmínky věty je triviální graf, který obsahuje triviální uzavřený sled s jediným vrcholem.

Indukční krok: Mějme nějaký netriviální souvislý sudý graf G . Předpokládejme, že všechny souvislé sudé grafy s menším počtem hran obsahují eulerovský tah. Protože graf G má všechny vrcholy stupně alespoň 2 (vrchol menšího sudého stupně by byl triviální komponentou), tak podle Lemmatu 3.1. obsahuje graf G nějaký cyklus C . V grafu $G' = G - E(C)$ zůstane každý vrchol sudého stupně, neboť odebereme vždy 0 nebo 2 hrany incidentní s každým vrcholem. Proto každá komponenta L_i grafu G' je souvislý sudý graf s méně hranami než G a podle indukčního předpokladu obsahuje komponenta L_i uzavřený eulerovský tah. Navíc každá komponenta L_i obsahuje nějaký vrchol cyklu C , jinak by původní graf nebyl souvislý (detaily jsou ponechány jako Cvičení 11.1.3.). V každé komponentě L_i označme jeden takový vrchol v_i . Nyní postupujeme podle cyklu C a vždy, když narazíme na nějaký vrchol v_i , tak na stávající tah navážeme uzavřený eulerovský tah komponenty L_i a dále pokračujeme po cyklu C . Sestavíme tak uzavřený tah, který bude obsahovat všechny hrany cyklu C i všech komponent grafu $G - E(C)$, proto se jedná o eulerovský tah v grafu G . \square

Uvedený důkaz je konstruktivní. Podává návod na rekurzivní algoritmus nalezení eulerovského tahu v libovolném souvislém sudém grafu. Všimněte si, jak z existence eulerovského tahu v nějakém grafu G plyne, že graf G je souvislý.

Otázka: Jak by se změnilo tvrzení Věty 11.1., kdybychom v definici nepožadovali, aby eulerovský tah obsahoval všechny vrcholy?

Důkaz následujícího tvrzení je ponechán jako Cvičení 11.1.1., neboť vtipnou úvahou můžeme tvrzení Důsledku 11.2. snadno převést na tvrzení Věty 11.1.

Důsledek 11.2. *Souvislý graf lze nakreslit jedním otevřeným tahem právě tehdy, když obsahuje právě dva vrcholy lichého stupně.*

Také důkaz následujícího tvrzení je ponechán jako Cvičení 11.1.4. Všimněte si, že když máme jeden otevřený tah nebo více než jeden hranově disjunktův tah, neříkáme jim eulerovské.

Důsledek 11.3. *Hrany souvislého grafu G lze nakreslit k hranově disjunktůvými otevřenými tahy, přičemž počáteční a koncové vrcholy každých dvou tahů jsou navzájem různé, právě tehdy, když G obsahuje $2k$ vrcholů lichého stupně.*

Analogicky můžeme pojem eulerovského tahu zavést i pro multigrafy (grafy s násobnými hranami). Hovoříme pak o eulerovském multigrafu a tvrzení Věty 11.1. (i Důsledků 11.2. a 11.3.) můžeme zobecnit pro multigrafy.

Důsledek 11.4. *Souvislý multigraf je eulerovský právě tehdy, když je sudý.*

Důkaz.

„ \Rightarrow “ Jestliže uzavřený tah obsahuje všechny hrany multigrafu T , pak je multigraf G jistě souvislý a každý jeho vrchol sudého stupně ze stejného důvodu jako v důkazu Věty 11.1.

„ \Leftarrow “ Mějme souvislý multigraf G . Rozdělením každé hrany multigrafu (přidáním nového vrcholu z do každé hrany xy) dostaneme jednoduchý graf G' (proč?). Podle Věty 11.1. existuje v grafu G' uzavřený eulerovský tah T . Každý přidaný vrchol z je v grafu G' , a proto i v tahu T sousední pouze s vrcholy x , y a nahradíme-li v tahu T vždy příslušnou část x, z, y tahu T hranou xy , tak dostaneme uzavřený tah v multigrafu G . \square

V následující kapitole zobecníme na straně 156 tvrzení Věty 11.1. i pro orientované grafy.

Otázky:

- Je každý graf, který je možno nakreslit jedním tahem, eulerovský?
- Stačí v důkazu Důsledku 11.3. spárovat k dvojic vrcholů lichého stupně k novými hranami v grafu G , dále s využitím Věty 11.1. najít uzavřený eulerovský tah a z něj dostat k otevřených tahů vynecháním k přidaných hran?

- Vysvětlete, jakou roli hraje požadavek souvislosti v tvrzení Věty 11.3.?
- Jak by se musel upravit důkaz Věty 11.4., aby platil i pro pseudografy?

Odkazy:

- http://en.wikipedia.org/wiki/Seven_Bridges_of_Königsberg
- <http://www.amt.canberra.edu.au/koenigs.html>

Cvičení

11.1.1. Dokažte Důsledek 11.2.: Souvislý graf G lze nakreslit jedním otevřeným tahem právě tehdy, když obsahuje právě dva vrcholy lichého stupně.

11.1.2. Nechť G je souvislý graf a S je jeho hranový řez. Ukažte, že potom každá komponenta grafu $G' = G - S$ obsahuje vrchol, který je koncovým vrcholem některé hrany řezu S .

11.1.3. S využitím Cvičení 11.1.2. dokažte tvrzení použité v důkazu Věty 11.1.: Máme-li souvislý graf G a v něm cyklus C , tak v každé komponentě grafu $G - E(C)$ existuje vrchol, který leží v grafu G na cyklu C .

11.1.4. Dokažte Větu 11.3.: Souvislý graf G lze nakreslit k hranově disjunktivními otevřenými tahy, přičemž počáteční a koncové vrcholy každých dvou tahů jsou navzájem různé, právě tehdy, obsahuje-li $2k$ vrcholů lichého stupně.

11.1.5. [♡] Ukažte, že ve Cvičení 11.1.4. není možné vynechat požadavek souvislosti.

11.1.6. Zobecněte Cvičení 11.1.4. i pro nesouvislé grafy.

11.1.7. Nakreslete eulerovský graf se sudým počtem vrcholů a lichým počtem hran. Pokud to není možné, zdůvodněte to.

11.1.8. Nakreslete bipartitní eulerovský graf se sudým počtem vrcholů a lichým počtem hran. Pokud to není možné, zdůvodněte to.

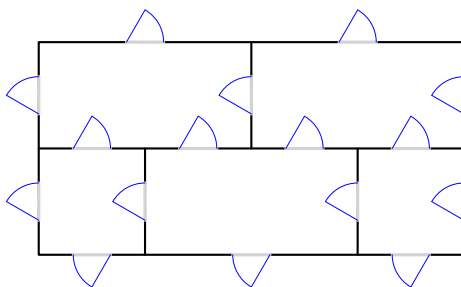
11.1.9. Najděte chybu v následujícím důkazu: Ukážeme, že neexistuje eulerovský graf se sudým počtem vrcholů a lichým počtem hran. Podle Věty 11.1. je souvislý graf eulerovský právě tehdy, když má všechny vrcholy sudého stupně. Eulerovský graf se sudým počtem vrcholů a lichým počtem hran neexistuje, protože součet sudého počtu $2k$ sudých čísel $2l_i$ pro $i = 1, 2, \dots, 2k$ je dělitelný 4. Využijeme, že součet sudého počtu lichých čísel l_i je sudý, tj. $\sum_{i=1}^{2k} l_i = 2m$.

$$\sum_{i=1}^{2k} 2l_i = 2 \sum_{i=1}^{2k} l_i = 2 \cdot 2m = 4m.$$

Podle Věty 1.1. je součet stupňů roven dvojnásobku počtu hran $|E|$. Nyní $4m = 2|E|$ protože $|E| = 2m$, musí být v eulerovském grafu se sudým počtem vrcholů vždy sudý počet hran.

11.1.10. Ukažte, že každý sudý graf bez izolovaných vrcholů je možno rozložit na cykly.

11.1.11. [♡] Je možno projít dům, jehož půdorys na Obrázku 11.2., tak, abychom každými dveřmi prošli právě jednou?



Obrázek 11.2.: Půdorys domu s vyznačenými dveřmi.

11.1.12. Je graf zachycující celočíselné barycentrické souřadnice pro obecné $k > 0$ eulerovský? Pokud ano, jak vypadá uzavřený eulerovský tah v takovém grafu?

11.1.13.* Mějme rovinný graf, který má stupně všech vrcholů sudé. Dokažte, že chromatické číslo jeho duálního grafu je dva.

11.1.14. Je možno obrátit tvrzení Příkladu 11.1.13.? Tj. platí, že je-li duální graf souvislého rovinného grafu G bipartitní, tak G má všechny vrcholy sudého stupně?

11.1.15. Existuje netriviální eulerovský graf, který má nejvýše dva vrcholy stejného stupně?

11.1.16. Dokažte nebo vyvráťte: mějme eulerovský graf G a v něm dvě hrany e, f incidentní se stejným vrcholem. V grafu G existuje eulerovský tah, ve které hrany e, f následují bezprostředně za sebou.

11.2. Hamiltonovské grafy

V této podkapitole se budeme věnovat problému procházení všech vrcholů v daném grafu, přičemž požadujeme, abychom každý vrchol navštívili právě jednou. Takovému problému se říká hledání „hamiltonovské cesty“ podle hry, kterou vymyslel v roce 1857 William Rowan Hamilton. Jednalo se o nalezení takové cesty po hranách dvanáctistěnu, abychom každý vrchol navštívili jen jednou a vrátili se do původního vrcholu. Příklady hry¹⁴ jsou na Obrázku 11.3.



Obrázek 11.3.: Různé varianty Hamiltonovy hry.

Na první pohled by se mohlo zdát, že úloha nalezení hamiltonovského cyklu je jen modifikací úlohy hledání eulerovského tahu. Není tomu tak. Zatímco pro existenci eulerovského tahu máme jednoduchou nutnou a postačující podmínku (Věta 11.1.), tak rozhodnout, zda grafu existuje cyklus, který obsahuje všechny vrcholy grafu, je obtížné a žádná nutná a postačující podmínka pro obecný graf není známa.

Další úlohy, které je možné přeformulovat na stejný problém teorie grafů, jsou například úlohy obchodního cestujícího nebo klasická úloha jezdce na šachovnici. Obchodní cestující má za úkol procestovat všechna města v dané oblasti, přičemž každé město musí navštívit právě jednou a vrátit se zpět do výchozího města. V praxi požadujeme, aby celková vzdálenost, kterou obchodní cestující urazí, byla co nejmenší (Obrázek 11.4.). Ve zjednodušené verzi nám může zajímat, zda taková cesta vůbec existuje. Jestliže mapu znázorníme grafem, ve kterém vrcholy odpovídají městům a hrany silnicím, tak hledáme v tomto grafu hamiltonovský cyklus.

V úloze s jezdcem na šachovnici máme za úkol jezdce (koně) objet celou šachovnici tak, abychom každé políčko navštívili právě jednou a nakonec se vrátili na výchozí políčko. Na Obrázku 11.5. je graf, ve kterém hledáme takový cyklus, který obsahuje všechny vrcholy grafu.

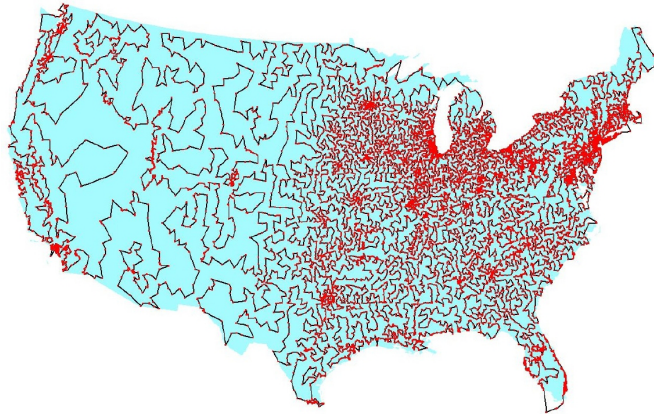
Samozřejmě se můžeme pokusit řešit uvedené úlohy hrubou silou (probráním všech možností), ale již pro malé grafy může být takový postup zdlouhavý a řešení se nemusí podařit najít v rozumném čase ani s využitím výpočetní techniky.

Definice Hamiltonovský graf

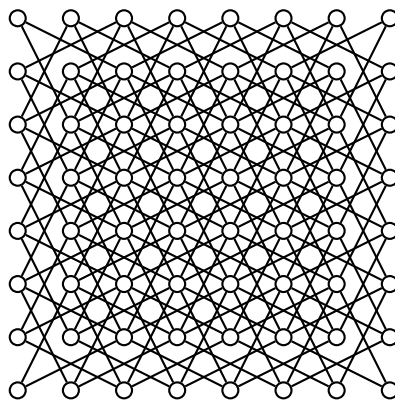
Cyklus, který prochází všemi vrcholy grafu G , se nazývá *hamiltonovský cyklus* v grafu G . Graf, který obsahuje hamiltonovský cyklus, se nazývá *hamiltonovský graf*. Podobně cesta, která prochází všemi vrcholy grafu G , se nazývá *hamiltonovská cesta* v grafu G .

Všimněte si, že každý hamiltonovský graf jistě obsahuje hamiltonovskou cestu, avšak jestliže graf obsahuje hamiltonovskou cestu, hamiltonovský být nemusí.

¹⁴ Obrázky byly převzaty z <http://puzzlemuseum.com/month/picm02/200207icosian.htm>



Obrázek 11.4.: Optimální řešení úlohy obchodního cestujícího pro 13 509 měst s alespoň 500 obyvateli.



Obrázek 11.5.: Graf možných tahů jezdce po šachovnici.

Otázky:

- Je každý hamiltonovský graf současně eulerovský?
- Je každý hamiltonovský graf na lichém počtu vrcholů současně eulerovský?
- Je každý eulerovský graf současně hamiltonovský?

Postačující podmínky

Přirozeně se dá očekávat, že hamiltonovský cyklus najdeme spíše v hustém grafu než v grafu s malým průměrným stupněm. Několik následujících tvrzení toto očekávání potvrzuje.

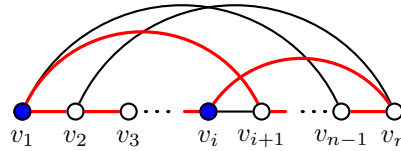
Věta 11.5. Oreho věta

Mějme graf G s n vrcholy, kde $n \geq 3$. Jestliže pro každé dva nesousední vrcholy u, v v grafu G platí $\deg(u) + \deg(v) \geq n$, tak graf G je hamiltonovský.

Důkaz. Důkaz provedeme sporem. Předpokládejme, že existují grafy s n vrcholy ($n \geq 3$), které neobsahují hamiltonovský cyklus a přitom splňují podmínku, že pro každé dva nesousední vrcholy u, v platí $\deg(u) + \deg(v) \geq n$. Pro spor mezi nimi vybereme takový graf G , který má největší počet hran. Nyní si uvědomíme, že graf G obsahuje hamiltonovskou cestu v_1, v_2, \dots, v_n , jinak by bylo možné (každou) nejdelší cestu prodloužit přidáním vhodné hrany, aniž by byla porušena neexistence hamiltonovského cyklu. Vrcholy v_1 a v_n jistě nejsou sousední. Označme M množinu všech vrcholů grafu G , které leží na hamiltonovské cestě v_1, v_2, \dots, v_n *bezprostředně před* nějakým vrcholem sousedním s v_1 (na Obrázku 11.6. jsou vyznačeny modře). Všimněte si, že $|M| = \deg(v_1)$ a například $v_1 \in M$, ale $v_n \notin M$ ani $v_{n-1} \notin M$.

Nyní vrchol v_n není sousední s vrcholem v_1 (a pochopitelně ani s vrcholem v_n), avšak je podle předpokladu sousední s alespoň $n - \deg(v_1)$ vrcholy grafu G . Podle Dirichletova principu je vrchol v_n sousední s alespoň jedním vrcholem v_i v množině M , neboť vrcholů různých od v_n , které nepatří do M , je $n - 1 - \deg(v_1)$ (Obrázek 11.6.). To však znamená, že cyklus $v_1, v_2, \dots, v_i, v_n, v_{n-1}, \dots, v_{i+1}$ je hamiltonovský cyklus v grafu G (na obrázku je vyznačen červeně), což je hledaný spor s výběrem grafu G .

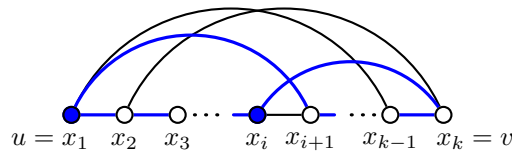
□

Obrázek 11.6.: Hamiltonovská cesta v grafu G a vynucený hamiltonovský cyklus.

Hlavní myšlenku z důkazu Oreho větu můžeme zobecnit: Máme-li nejdelší cestu P v grafu G a její koncové vrcholy jsou dostatečně vysokého stupně, tak v grafu G najdeme cyklus, který prochází všemi vrcholy cesty P , ovšem ne nutně ve stejném pořadí, jako na cestě P .

Lemma 11.6. *Mějme graf G a v něm nějakou nejdelší (u, v) -cestu délky $k - 1$, kde $k \geq 3$. Jestliže součet stupňů koncových vrcholů je $\deg(v) + \deg(u) \geq k$, tak G obsahuje cyklus délky k .*

Důkaz. Postupujeme přímo. Předpokládejme, že graf G obsahuje nějakou nejdelší cestu P délky $k - 1$ a součet stupňů jejích koncových vrcholů u, v je $\deg(u) + \deg(v) \geq k$. Vrcholy cesty postupně označíme $u = x_1, x_2, \dots, x_{k-1}, x_k = v$ (Obrázek 11.7.).

Obrázek 11.7.: Nejdelší cesta P a konstrukce cyklu C .

Protože cesta P je nejdelší, tak všechny vrcholy sousední s vrcholem u i s vrcholem v musí ležet na cestě P , jinak by cestu P bylo možno prodloužit.

Všimneme si, že oba koncové vrcholy jsou stupně alespoň dva. Pokud by (bez újmy na obecnosti) byl vrchol u stupně 1, tak vrchol v je stupně alespoň $k - 1$ a je sousední se *všemi* vrcholy cesty P , tedy i s vrcholem u , což by byl spor.

Podobně jako v důkazu Oreho věty (Věta 11.5.) označíme M množinu všech vrcholů cesty P , které leží *bezprostředně před* vrcholy sousedními s u (počítáno od vrcholu u). V obrázku jsou zvýrazněny modře. Těchto vrcholů existuje právě $\deg(u)$ a jistě mezi nimi je i vrchol u a jistě mezi nimi není vrchol v . Nyní vrchol v je sousední s právě $\deg(v) \geq k - \deg(u)$ vrcholy cesty P (kromě vrcholu v) a podle Dirichletova principu musí být sousední s alespoň jedním vrcholem $x_i \in M$, $i \in [1, k - 1]$, protože mezi $k - 1$ vrcholy x_1, x_2, \dots, x_{k-1} je jen $(k - 1) - \deg(u)$, které v množině M nejsou a $\deg(v) \geq k - \deg(u) > (k - 1) - \deg(u)$.

Nyní navázáním hranově disjunktních úseků: (x_1, x_i) -cesty (případně i triviální), hrany $x_i x_k$, (x_k, x_{i+1}) -cesty (případně i triviální) a hrany $x_{i+1} x_1$ dostaneme cyklus C délky k , který obsahuje všechny vrcholy cesty P (Obrázek 11.7.). \square

Lemma použijeme v důkazech několika následujících tvrzení. I důkaz Oreho věty (Věta 11.5.) bychom mohli s využitím Lemmatu 11.6. zjednodušit.

Jiný důkaz. Opět postupujeme sporem. Předpokládejme, že existují grafy s n vrcholy ($n \geq 3$), které neobsahují hamiltonovský cyklus a přitom splňují podmínku, že pro každé dva nesousední vrcholy u, v platí $\deg(u) + \deg(v) \geq n$. Pro spor mezi nimi vybereme takový graf G , který má největší počet hran. Nyní si uvědomíme, že v grafu G existuje hamiltonovská cesta v_1, v_2, \dots, v_n délky $n - 1$, jinak by bylo možné (každou) nejdelší cestu prodloužit přidáním vhodné hrany, aniž by byla porušena neexistence hamiltonovského cyklu. Koncové vrcholy v_1 a v_n jistě nejsou sousední, ale součet jejich stupňů je podle předpokladu $\deg(u) + \deg(v) \geq n$. Podle Lemmatu 11.6. v grafu G existuje cyklus délky n , který je hamiltonovský. \square

Otázky:

- Vysvětlíte, jak se v důkazu Lemmatu 11.6. projeví, že vrchol u je sousední s vrcholem v .
- Je požadavek $k \geq 3$ v Lemmatu 11.6. nutný?

Větu 11.5. dokázal norský matematik Øystein Ore v roce 1960. Dříve, v roce 1952 dokázal evropský matematik Gabriel Andrew Dirac následující speciální případ.

Věta 11.7. Diracova věta

Mějme graf G s n vrcholy, kde $n \geq 3$. Je-li $\delta(G) \geq n/2$, tak graf G je hamiltonovský.

Diracova věta je důsledkem Oreho věty a nebudeme ji proto dokazovat. Ještě obecnější je následující věta z roku 1962, kterou dokázal maďarský matematik Lajos Pósa (vyslovuje se „póša“) když mu bylo 22 let.

Věta 11.8. Pósova věta

Mějme graf G s n vrcholy, kde $n \geq 3$. Jestliže pro každé přirozené číslo $j < n/2$ obsahuje graf G méně než j vrcholů stupně menšího nebo rovného j , tak graf G je hamiltonovský.

Důkaz. Nejprve ukážeme, že graf G , který splňuje předpoklady Pósovy věty je souvislý. Všechny vrcholy nějaké komponenty L grafu G , mají *menší* stupeň, než je počet vrcholů v komponentě L . Má-li komponenta L r vrcholů, tak podle předpokladu nemůže být $r \leq n/2$. To ale znamená, že i nejmenší komponenta grafu G má více než $n/2$ vrcholů a G je proto souvislý.

Nechť m je délka nejdelší cesty v grafu G a mezi všemi nejdelšími cestami grafu G označme P takovou nejdelší cestu v_1, v_2, \dots, v_{m+1} délky m , která má největší součet stupňů koncových vrcholů, tj. číslo $\deg(v_1) + \deg(v_{m+1})$ je největší možné.

Podle Lemmatu 11.6. existuje v grafu G cyklus C délky $m + 1$, jeho vrcholy označme w_1, w_2, \dots, w_{m+1} . Ukážeme, že $m + 1 = n$. Pro spor předpokládejme, že $m + 1 < n$, a proto v grafu G existují vrcholy mimo cyklus C . Protože graf G je souvislý, tak jistě najdeme vrchol x sousední s některým vrcholem w_k cyklu C a cesta

$$x, w_k, w_{k+1}, \dots, w_k, w_1, w_2, \dots, w_{k-1}$$

v grafu G má délku $m + 1$, což je hledaný spor. Ukázali jsme tak, že cyklus C je hledaný hamiltonovský cyklus grafu G . \square

Následující větu dokázal v roce 1972 matematik českého původu Václav Chvátal. Její důkaz vynecháme.

Věta 11.9. Chvátalova věta

Mějme graf G s n vrcholy, kde $n \geq 3$. Vrcholy grafu G označme v_1, v_2, \dots, v_n tak, aby platilo $\deg(v_1) \leq \deg(v_2) \leq \dots \leq \deg(v_n)$. Jestliže pro každé $i < n/2$ platí $\deg(v_i) > i$ nebo $\deg(v_{n-i}) \geq n - i$, tak graf G je hamiltonovský.

Není těžké si uvědomit, že Diracova věta je speciálním případem Oreho věty a Oreho věta je speciálním případem Pósovy věty (Cvičení 11.2.18.). Podobně lze ukázat, že Pósova věta je speciálním případem Chvátalovy věty.

Otázky:

- Najdete příklad grafu, který splňuje podmínky Oreho Věta, ale nespĺňuje podmínky Diracovy Věty?
- Najdete příklad grafu, který splňuje podmínky Pósovy Věta, ale nespĺňuje podmínky Oreho Věty?

Postačující podmínky existence hamiltonovského cyklu jsou vhodné v případě, kdy graf obsahuje hamiltonovský cyklus a je dostatečně hustý. V takovém případě nám postačující podmínky zaručují zaručí existenci hamiltonovského cyklu aniž tento cyklus hledáme. Avšak ne každý hamiltonovský graf musí tyto podmínky splňovat. Vždyť například každý cyklus C_n jistě je evidentně hamiltonovský, avšak pro $n \geq 5$ nespĺňuje předpoklad uvedených vět a nemůžeme je použít k rozhodnutí, že se jedná o hamiltonovský graf.

Nutné podmínky

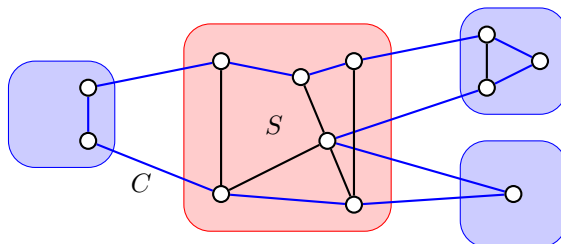
Je zřejmé, že každý hamiltonovský graf je souvislý. Snadno dokážeme, že každý hamiltonovský graf je dokonce alespoň 2-souvislý, tj. hamiltonovský graf neobsahuje artikulaci (Cvičení 11.2.1.). Silnější souvislost však není zaručena, ani v případě, kdy v grafu existuje několik hranově disjunktních hamiltonovských cyklů (Cvičení 11.2.21.).

Otázka: Je každý 2-souvislý graf hamiltonovský?

Následující věta udává další obecnou vlastnost každého hamiltonovského grafu.

Věta 11.10. *Je-li G hamiltonovský graf, tak pro každou neprázdnou vlastní podmnožinu S vrcholové množiny $V(G)$ platí $\omega(G - S) \leq |S|$.*

Důkaz. Mějme nějakou neprázdnou nevlastní podmnožinu $S \subseteq V(G)$. Hamiltonovský cyklus C grafu G prochází postupně všemi vrcholy grafu G . Každá hrana cyklu C , která odchází z nějaké komponenty grafu

Obrázek 11.8.: Hamiltonovský cyklus C , množina S a komponenty grafu $G - S$.

$G - S$ musí vést do nějakého vrcholu množiny S , jinak by se nejednalo o komponentu grafu $G - S$ (Obrázek 11.8.).

Z každé komponenty vede hrana cyklu C do jiného vrcholu množiny S , proto množina S obsahuje alespoň tolik vrcholů jako je komponent grafu $G - S$. \square

Otázky:

- Proč v tvrzení Věty 11.10. požadujeme, aby S byla neprázdná množina?
- Proč v tvrzení Věty 11.10. požadujeme, aby S byla vlastní podmnožina $V(G)$?

Podmínka ve Větě 11.10., je nutná, ale není postačující. Například v Petersenově grafu pro každou neprázdnou vlastní podmnožinu vrcholů S platí $\omega(G - S) \leq |S|$, a přitom Petersenův graf není hamiltonovský (Cvičení 11.2.8.). Další příklad grafu, který není hamiltonovský a přesto splňuje nutnou podmínku Věty 11.10., je na Obrázku 11.9. vlevo. Abychom ukázali, že uvedený graf není hamiltonovský, všimneme si, že takový cyklus by musel obsahovat všechny hrany incidentní s vrcholy stupně 2, avšak prostřední vrchol by v hamiltonovském cyklu musel být stupně alespoň 3.



Obrázek 11.9.: Dva grafy, které nejsou hamiltonovské.

Každý hamiltonovský bipartitní graf má partity stejné velikosti (Cvičení 11.2.4.). Naproti tomu ne každý bipartitní graf, který má parity stejné velikosti, je hamiltonovský (Obrázek 11.9. vpravo).

Otázky:

- Proč graf na Obrázku 11.9. splňuje nutnou podmínku Věty 11.10.?
- Proč není graf na Obrázku 11.9. vpravo hamiltonovský?

Zatímco postačující podmínky používáme, abychom ukázala, že graf hamiltonovský je, tak nutné podmínky hamiltonicity jsou vhodné v případě, kdy chceme ukázat, že graf hamiltonovský není. Jestliže graf některou z nutných podmínek hamiltonicity nesplňuje, můžeme hledání uzavřít s tím, že hamiltonovský cyklus v grafu neexistuje. Avšak grafy mohou všechny zde uvedené nutné podmínky splňovat a přesto nejsou hamiltonovské; například dříve zmíněný Petersenův graf (Cvičení 11.2.8.).

Nutné a postačující podmínky

Je třeba upozornit, že není známa žádná podmínka, na základě které bychom pro libovolný graf uměli v krátkém čase rozhodnout o existenci hamiltonovského cyklu. Je užitečné srovnat následující tvrzení (Věta 11.13.) s nutnou a postačující podmínkou pro existenci eulerovského tahu ve Větě 11.1. Nejprve zavedeme uzávěr grafu.

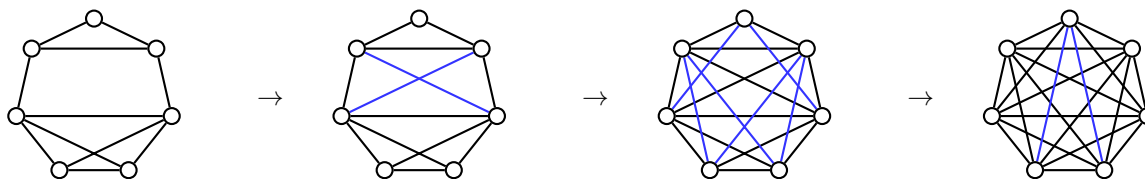
Definice Uzávěr grafu

Mějme dán graf G s n vrcholy. Graf, který vznikne postupným přidáním všech hran uv pro každou dvojici nesousedních vrcholů u, v takovou, že součet stupňů u a v je alespoň n , se nazývá *uzávěr grafu* G a značí se $C(G)$.

Všimněte si, jak z definice uzávěru grafu plyne, že přidáváme hrany tak dlouho, dokud existují nesousední vrcholy, jejichž součet stupňů je alespoň n . Z definice není zřejmé, že uzávěr grafu je jednoznačně definován. Hrany totiž můžeme přidávat v různém pořadí, přitom zvyšujeme stupně koncových vrcholů a po několika krocích je možno přidat hrany, které nebylo možno přidat na začátku. Proto dokážeme následující lemma.

Lemma 11.11. *Jestliže $C(G)$ a $C'(G)$ jsou dva libovolné uzávěry grafu G , tak $C(G) = C'(G)$.*

Důkaz. Tvrzení ukážeme přímo. Označme e_1, e_2, \dots, e_r posloupnost hran přidaných do grafu G při konstrukci uzávěru $C(G)$ a označme f_1, f_2, \dots, f_s posloupnost hran přidaných do grafu G při konstrukci uzávěru $C'(G)$. Protože před přidáním hrany $e_1 = uv$ do uzávěru $C(G)$ musí být součet stupňů koncových vrcholů alespoň n , tak se hrana uv musí nacházet také v uzávěru $C'(G)$. Podobně, jestliže po přidání hran e_1, e_2, \dots, e_{i-1} můžeme přidat hranu e_i do uzávěru $C(G)$, tak musí být součet stupňů koncových vrcholů alespoň n a hrana uv se musí nacházet také v uzávěru $C'(G)$. Proto žádná hrana z posloupnosti e_1, e_2, \dots, e_r nechybí v posloupnosti f_1, f_2, \dots, f_s a naopak, tj. oba uzávěry $C(G)$ a $C'(G)$ jsou shodné. \square



Obrázek 11.10.: Graf G a konstrukce jeho uzávěru $C(G)$ postupným přidáváním hran.

Hledání hamiltonovského cyklu v obecném grafu je komplikované. Uzávěr grafu může pomoci při rozhodnutí, zda takový cyklus existuje. Jestliže ukážeme, že graf nebo jeho uzávěr je dostatečně hustý, tak existence hamiltonovského cyklu plyne z postačujících podmínek. Nejprve dokážeme pomocné tvrzení.

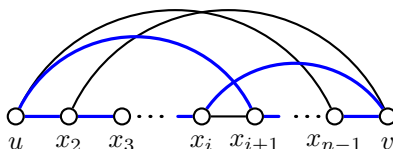
Lemma 11.12. *Mějme dvojici nesousedních vrcholů u, v grafu G s n vrcholy, jejichž součet stupňů $\deg(u) + \deg(v)$ je alespoň n . Pak graf $G + uv$ je hamiltonovský právě tehdy, když je graf G hamiltonovský.*

Důkaz. Jedná se o důkaz ekvivalence, jejíž jedna implikace je zřejmá: jestliže graf G obsahuje hamiltonovský cyklus, tak jistě i graf $G + uv$ obsahuje hamiltonovský cyklus.

Zbývá ukázat implikaci „ \Rightarrow “, tj. když graf $G + uv$ obsahuje hamiltonovský cyklus a součet stupňů vrcholů u, v je v grafu G alespoň n , tak i graf G obsahuje hamiltonovský cyklus. Pokud graf $G + uv$ obsahuje hamiltonovský cyklus, který hranu uv neobsahuje, tak tento cyklus je také v grafu G a tvrzení platí. Jinak v grafu G jistě existuje hamiltonovská (u, v) -cesta (vznikne z cyklu vynecháním hrany uv). Délka této cesty je $n - 1$ a podle předpokladu je $\deg(u) + \deg(v) \geq n$. Podle Lemmatu 11.6. v grafu G existuje cyklus délky n , tj. hamiltonovský cyklus.

Jiný důkaz:

Druhou implikaci můžeme dokázat přímo bez Lemmatu 11.6. Jestliže přidaná hrana uv neleží na hamiltonovském cyklu grafu $G + uv$, tak hamiltonovský cyklus existuje i v grafu G a tvrzení platí. Pokud hamiltonovský cyklus grafu $G + uv$ hranu uv obsahuje, tak graf G jistě obsahuje hamiltonovskou (u, v) -cestu P (proč?). Vrcholy cesty P označíme $u = x_1, x_2, \dots, x_{n-1}, x_n = v$. Vrchol u je sousední s vrcholem x_2 a dalšími $k - 1$ vrcholy mezi x_1, x_2, \dots, x_{n-1} . Na cestě P existuje právě k vrcholů, které leží *bezprostředně před* některým vrcholem sousedním s vrcholem u , počítáno od vrcholu u . Jejich množinu označme M . Mezi vrcholy množiny M není vrchol v (ale vrchol u ano).



Obrázek 11.11.: Hamiltonovský cyklus v grafu G .

Nyní vrchol v je sousední s alespoň $n - k$ vrcholy cesty P (nejsou mezi nimi vrcholy u a v). Proto, podle Dirichletova principu, musí být vrchol v sousední s alespoň jedním vrcholem x_i z množiny M . To však znamená, že v grafu G existuje hamiltonovský cyklus $u = x_1, x_2, \dots, x_i, v = x_n, x_{n-1}, \dots, x_{i+1}$ (Obrázek 11.11.). \square

Uvědomte si, že Lemma 11.12. je možno využít i v důkazu Věty 11.5. Máme-li pro spor vybraný nehamiltonovský graf G s největším počtem hran (a tedy s hamiltonovskou cestou), tak podle předpokladu věty je $\deg(v_1) + \deg(v_n) \geq n$ a graf $G + uv$ je jistě hamiltonovský. Podle Lemmatu 11.12. je hamiltonovský také graf G , což je spor hledaný v důkazu Věty 11.5.

Následující tvrzení má formu nutné a postačující podmínky, která je nutná a postačující pouze na první pohled, neboť převádí určení hamiltonicity jednoho grafu na určení hamiltonicity jiného grafu.

Věta 11.13. *Graf G je hamiltonovský právě tehdy, když je hamiltonovský jeho uzávěr $C(G)$.*

Důkaz.

„ \Rightarrow “ První implikace je zřejmá. Jestliže graf G obsahuje hamiltonovský cyklus, tak jeho uzávěr $C(G)$, který vznikne případným přidáním několika hran, je také hamiltonovský.

„ \Leftarrow “ Předpokládejme, že uzávěr $C(G)$ obsahuje hamiltonovský cyklus. Uzávěr vznikl postupným přidáváním hran mezi dvojice vrcholů, jejichž součet stupňů je alespoň $n = |V(G)|$.

Budeme-li nyní hrany v opačném pořadí z uzávěru odebírat, tak opakovaným použitím Lemmatu 11.12. vidíme, že i původní graf G je hamiltonovský. Konstrukce z důkazu Lemmatu 11.12. navíc dává postup, jak takový hamiltonovský cyklus v každém kroku najít. Proto známe-li hamiltonovský cyklus v uzávěru grafu $C(G)$, tak najdeme i hamiltonovský cyklus původního grafu G . \square

Důsledek 11.14. *Je-li uzávěr grafu s více než dvěma vrcholy kompletní graf, tak je G hamiltonovský.*

Větu 11.13. a její Důsledek 11.14. můžeme využít při zkoumání hamiltonicity daného grafu G tak, že najdeme uzávěr grafu $C(G)$, což je úloha dobře algoritmicky řešitelná. Pokud je uzávěr kompletní graf a nebo jinak poznáme, že uzávěr je hamiltonovský graf, tak současně víme, že hamiltonovský musí být i původní graf G . Samotné nalezení hamiltonovského cyklu Věta 11.13. ani Důsledek 11.14. neřeší, neboť důkaz Věty 11.13. je existenční. Podle Důsledku 11.14. je zřejmé, že graf na Obrázku 11.10. vlevo je hamiltonovský i když hamiltonovský cyklus neznáme.

Odkazy:

- <http://www.math.uwaterloo.ca/navigation/ideas/articles/honsberger/index.shtml>
- <http://www.ams.org/journals/proc/1966-017-02/S0002-9939-1966-0188103-0/S0002-9939-1966-0188103-0.pdf>

Cvičení

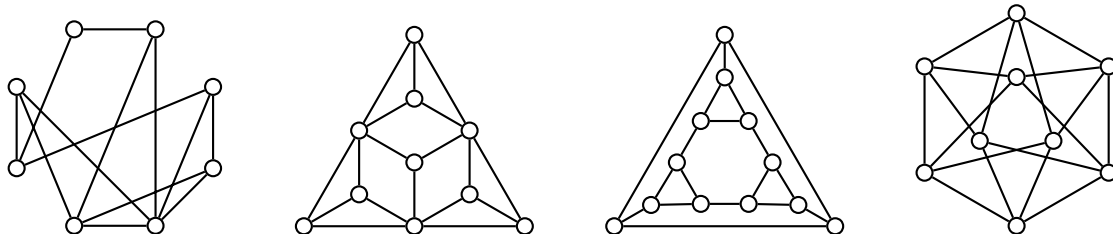
11.2.1. *Dokažte, že každý hamiltonovský graf je nejméně 2-souvislý.*

11.2.2. *Najděte nějaký 2-souvislý pravidelný bipartitní graf s partitami stejné velikosti, který není hamiltonovský.*

11.2.3. *Dokažte nebo vyvráťte: má-li graf G dva navzájem hranově disjunktní hamiltonovské cykly, potom je G 3-souvislý.*

11.2.4. \heartsuit *Dokažte, že každý bipartitní hamiltonovský graf má partity stejné velikosti.*

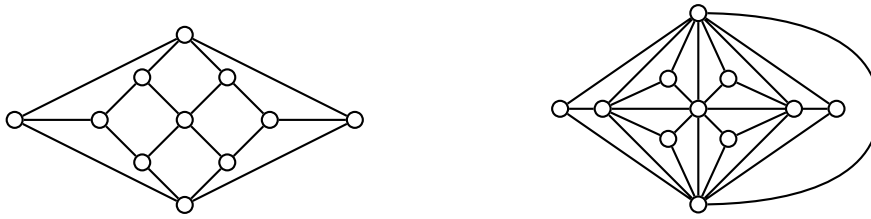
11.2.5. *Nalezněte uzávěry grafů na Obrázku 11.12. Které z uvedených grafů jsou hamiltonovské?*



Obrázek 11.12.: Grafy G , H , F a I .

11.2.6. *Dokažte Diracovu větu bez použití Oreho věty.*

11.2.7. *Rozhodněte, zda a) Herschelův graf na Obrázku 11.13. vlevo nebo b) Goldnerův–Hararyův graf na Obrázku 11.13. vpravo jsou hamiltonovské.*



Obrázek 11.13.: Herschelův graf a Goldnerův–Hararyův graf.

11.2.8. Ukažte, že Petersenův graf není hamiltonovský.

11.2.9. Graf G se nazývá hypohamiltonovský, jestliže není hamiltonovský, avšak graf $G - v$ je hamiltonovský pro každý vrchol v v grafu G . Ukažte, že Petersenův graf je hypohamiltonovský.

11.2.10. Dokažte, že kolo W_{n+1} je hamiltonovský graf pro libovolné $n \geq 3$.

11.2.11. Ukažte, že podmínka $\delta(G) \geq n/2$ v Diracově větě nemůže být nahrazena podmínkou $\delta(G) \geq (n - 1)/2$.

11.2.12. Ukažte, že v definici uzávěru grafu na straně 136 nemůžeme nahradit podmínku $\deg(u) + \deg(v) \geq n$ podmínkou $\deg(u) + \deg(v) \geq n - 1$.

11.2.13. Dokažte, že pro každé $n \geq 1$ je úplný tripartitní graf $K_{n,2n,3n}$ hamiltonovský, zatímco $K_{n,2n,3n+1}$ není hamiltonovský.

11.2.14. Jednání u kulatého stolu je přítomno $n \geq 4$ osob, přičemž každé dvě z nich dohromady znají všech $n - 2$ ostatních. Ukažte, že mohou okolo stolu sedět tak, že každá osoba sedí mezi dvěma lidmi, které zná.

11.2.15.[♡] Ukažte, že každý k -pravidelný graf na $2k - 1$ vrcholech je hamiltonovský.

11.2.16.* Dokažte nebo vyvráťte: každý k -pravidelný graf na $2k + 1$ vrcholech je hamiltonovský.

11.2.17. Ukažte, že v každém grafu G , který obsahuje hamiltonovskou cestu, pro každou vlastní podmnožinu S množiny $V(G)$ platí $\omega(G - S) \leq |S| + 1$.

11.2.18. Ukažte, že a) Diracova věta je speciálním případem Oreho věty, b) Oreho Věta je speciálním případem Pósovy věty.

11.2.19. Ukažte, že všechny grafy platónských těles jsou hamiltonovské.

11.2.20. Ukažte, že hyperkrychle Q_n řádu $n \geq 2$ je hamiltonovská.

11.2.21. Pro libovolné přirozené číslo k najděte příklad grafu, který obsahuje k hranově disjunktních hamiltonovských cyklů a jehož vrcholová souvislost je 2.

11.2.22. Ukažte, že není možné putovat jezdcem po šachovnici $4 \times n$ polí, navštívit každé políčko právě jednou, a vrátit se zpět na výchozí políčko.

11.2.23. Najděte tři příklady grafů, které nejsou hamiltonovské, avšak splňují podmínku Věty 11.10.

11.2.24. Najděte příklad hamiltonovského grafu, jehož uzávěr obsahuje více hran než G a současně méně hran než kompletní graf.

11.2.25. Najděte nekonečnou třídu grafů, které nejsou hamiltonovské, ale jejich uzávěr obsahuje více hran než původní graf.

11.2.26.[♡] Najděte takový příklad grafu G (s nejvýše pěti vrcholy), že pro každou neprázdnou vlastní podmnožinu $S \subset V(G)$ platí $\omega(G - S) \leq |S|$, a přitom graf G není hamiltonovský.

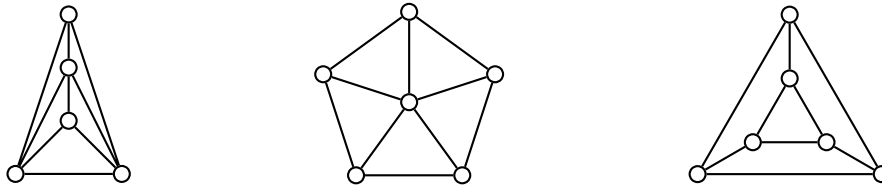
11.3. Další výsledky

Bez důkazu uvedeme několik výsledků, které souvisí s hamiltonovskými cestami a cykly v grafech.

Definice Řekneme, že graf G je *hamiltonovsky souvislý*, jestliže pro každou dvojici různých vrcholů $u, v \in V(G)$ existuje v G hamiltonovská cesta mezi vrcholy u a v .

Každý hamiltonovsky souvislý graf je samozřejmě souvislý, avšak ne každý souvislý graf je i hamiltonovsky souvislý. Například všechny stromy s alespoň třemi vrcholy neobsahují hamiltonovskou (u, v) -cestu, jestliže alespoň jeden z vrcholů u, v není listem. Ani bipartitní grafy s alespoň třemi vrcholy nejsou hamiltonovsky souvislé (Cvičení 11.3.3.).

Snadno nahlédneme, že každý hamiltonovsky souvislý graf s alespoň třemi vrcholy je i hamiltonovský. Jestliže u, v jsou nějaké sousední vrcholy v hamiltonovsky souvislém grafu G , tak hamiltonovská (u, v) -cesta nemůže obsahovat hranu uv (proč?). Protože podle definice hamiltonovsky souvislého grafu najdeme mezi oběma vrcholy hamiltonovskou (u, v) -cestu, tvoří tato cesta spolu s hranou uv hamiltonovský cyklus v grafu G . Graf G je proto hamiltonovský. Naproti tomu ne každý hamiltonovský graf je současně hamiltonovsky souvislý. Na Obrázku 11.14. je několik hamiltonovsky souvislých grafů.



Obrázek 11.14.: Hamiltonovsky souvislé grafy.

Otázky:

- Najděte příklad grafu, který je hamiltonovský, ale není hamiltonovsky souvislý.
- Najděte všechny grafy, které jsou hamiltonovsky souvislé, ale nejsou hamiltonovské.

Následující tvrzení je analogií Oreho Věty 11.5. pro hamiltonovsky souvislé grafy.

Věta 11.15. *Mějme graf G s n vrcholy, kde $n \geq 3$. Jestliže pro každé dva nesousední vrcholy u, v platí $\deg(u) + \deg(v) \geq n + 1$, tak G je hamiltonovsky souvislý.*

Podle Cvičení 11.3.8. umíme v souvislém grafu zaručit existenci cest, jejichž délka závisí na nejmenším stupni. Následuje ještě obecnější tvrzení o existenci dostatečně dlouhých cest v daném grafu.

Věta 11.16. *Mějme souvislý graf G s alespoň třemi vrcholy a přirozené číslo k . Jestliže pro každé dva nesousední vrcholy u, v grafu G platí $\deg(u) + \deg(v) \geq k$, tak v G existuje buď hamiltonovská cesta nebo cesta délky alespoň k .*

Důkaz. Pokud graf G obsahuje hamiltonovskou cestu, tvrzení platí. Mějme přirozené číslo k takové, že pro každé dva nesousední vrcholy u, v grafu G platí $\deg(u) + \deg(v) \geq k$. Označme P nějakou nejdelší cestu v grafu.

Pokud nejsou koncové vrcholy cesty P sousední, tak podle Lemmatu 11.6. graf G obsahuje cyklus délky k . Protože podle předpokladu cyklus C není hamiltonovský, a protože graf G je souvislý, tak některý vrchol v cyklu C je sousední s vrcholem u , který na cyklu C neleží. Hrana uv spolu s cestou, která prochází všemi vrcholy cyklu C , tvoří cestu délky k a tvrzení platí.

Zbývá případ, kdy cesta P není hamiltonovská a její koncové vrcholy jsou sousední. Pro spor předpokládejme, že délka m cesty P je menší než k . Cesta P spolu s hranou mezi koncovými vrcholy tvoří cyklus délky $m + 1$, který není hamiltonovský, a podobně jako výše najdeme v grafu cestu délky $m + 1$. To je spor s volbou cesty P , proto nejdelší cesta má délku alespoň k a tvrzení platí. \square

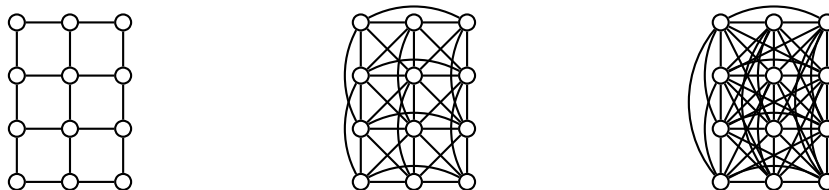
Srovnajme tvrzení Lemmatu 11.6. a Věty 11.16. Zatímco Lemma 11.6. říká, že k nejdelší cestě v grafu najdeme stejně dlouhý cyklus, tak podle Věty 11.16. v grafu musí existovat cesta, jejíž délka bude dána součtem stupňů nesousedních vrcholů, případně hamiltonovská cesta. V grafu však mohou existovat i delší cesty.

Otázky:

- Můžeme spojením Lemmatu 11.6. a Věty 11.16. říci, že mají-li každé dva nesousední vrcholy u, v souvislého grafu G s alespoň třemi vrcholy součet stupňů alespoň k , tak v G existuje cyklus délky G ?
- Proč v Lemmatu 11.6. požadujeme, aby cesta byla nejdelší?

Mocnina grafu

Nyní n -tou mocninou grafu (nikoliv kartézskou) budeme rozumět graf, který vznikne z grafu G přidáním všech hran uv , jestliže v grafu G existuje (u, v) -cesta délky nejvýše n . Druhou mocninou grafu budeme značit G^2 , n -tou mocninou pak G^n . Na Obrázku 11.15. je příklad grafu G (který je současně svou první mocninou) spolu s jeho druhou a třetí mocninou.



Obrázek 11.15.: Graf G a jeho mocniny G^2 a G^3 .

Následující dvě tvrzení uvedeme bez důkazu.

Věta 11.17. *Mějme souvislý graf G , potom G^3 je hamiltonovsky souvislý graf.*

Věta 11.18. *Mějme 2-souvislý graf G , potom G^2 je hamiltonovský graf.*

Odkazy:

- <http://mathworld.wolfram.com/Hamilton-ConnectedGraph.html>
- <http://mathworld.wolfram.com/GraphPower.htm>

Cvičení

11.3.1. Ukažte, že hamiltonovsky souvislý graf na více než třech vrcholech má všechny vrcholy stupně nejméně 3.

11.3.2. Ukažte, že grafy na Obrázku 11.14. jsou hamiltonovsky souvislé.

11.3.3. Ukažte, že bipartitní grafy s alespoň třemi vrcholy nejsou hamiltonovsky souvislé.

11.3.4. Nechť H je libovolné rozdělení grafu $K_{2,3}$. Dokažte, že graf H není hamiltonovský, avšak graf H^2 je hamiltonovský.

11.3.5. Nalezněte příklad 2-souvislého grafu, který není hamiltonovský, a ukažte, že jeho druhá mocnina je hamiltonovská.

11.3.6. Pro které z úloh a) Hamiltonova hra, b) jezdec na šachovnici je možno rozhodnout o existenci řešení užitím některých vět z této kapitoly?

11.3.7. Která z následujících tvrzení jsou pravdivá?

- každý graf obsahující uzavřený eulerovský tah je vrcholově 2-souvislý.
- každý graf obsahující uzavřený eulerovský tah je hranově 2-souvislý.
- každý graf obsahující hamiltonovský cyklus je vrcholově 2-souvislý.
- každý graf obsahující hamiltonovský cyklus je hranově 2-souvislý.

11.3.8.* Ukažte, že každý souvislý graf G obsahuje buď hamiltonovskou cestu nebo cestu délky alespoň $2\delta(G)$. Lze vynechat požadavek souvislosti?

11.3.9. Najdete souvislý kubický graf, který má takové dobré hranové 3-barvení, ve kterém hrany libovolných dvou barev indukují hamiltonovskou cestu? Najdete nekonečně mnoho takových grafů?

11.3.10. Je graf možných tahů jezce po šachovnici (Obrázek 11.5.) hamiltonovsky souvislý?

11.3.11. Dokažte nebo vyvráťte následující tvrzení (zesílení Věty 11.16.): Mějme souvislý graf G s alespoň třemi vrcholy a přirozené číslo k . Jestliže pro každé dva nesousední vrcholy u, v grafu G platí $\deg(u) + \deg(v) \geq k$, tak v G existuje cesta délky k .

11.3.12. Myška se prokousává sýrem o rozměru $3 \times 3 \times 3$ kostičky. Vždy sežere celou kostičku $1 \times 1 \times 1$ a přesune se na sousední kostičku, která s ní sousedí celou stěnou. Myška začíná sýr žrát od rohové kostičky. Může takto sežrat a) celý sýr, b) celý sýr a středovou kostičku sežrat jako poslední?

Kapitola 12. Orientované grafy

Na straně 26 jsme zmínili několik zobecnění jednoduchého grafu a mezi nimi i orientovaný graf. S orientovanými grafy se přirozeně setkáme při řešení různých praktických problémů. Modelujeme-li silniční síť grafem, tak se obvykle jedná o orientovaný graf, neboť v silniční síti mohou být jednosměrky. V potrubní síti bez čerpadel teče kapalina vždy jen jedním směrem (dolů), v elektrické síti a v produktovodech se dopravuje energie od zdroje ke spotřebičům. Také schémata konečných automatů jsou orientované grafy.

12.1. Základní pojmy

Nejprve podáme formální definici orientovaného grafu.

Definice Digraf

Mějme neprázdnou množinu vrcholů V . Dvojice (V, A) , kde A je nějaká podmnožina kartézského součinu $V \times V$ (množina uspořádaných dvojic prvků z V), se nazývá *orientovaný graf* D nebo stručně *digraf*¹⁵ D .

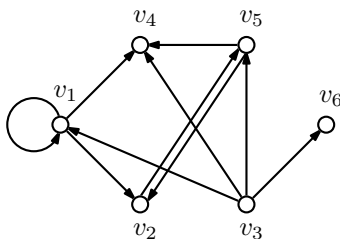
Prvkům množiny A říkáme *orientované hrany*, stručně *hrany* případně *šipy*. Jsou-li u, v dva různé vrcholy digrafu D , tak orientovanou hranu (u, v) budeme značit stručně uv . Vrchol u se nazývá *východzí* nebo *počáteční* a v *koncový* vrchol hrany uv . (*Orientovanou*) *smyčkou* rozumíme orientovanou hranu, která má stejný počáteční i koncový vrchol. Hrany uv a vu se nazývají *opačně orientované* nebo jen *opačné* hrany.

Všimněte si, že uvedená definice připouští existenci (orientovaných) smyček, ale nepřipouští násobné orientované hrany. V některých knihách se důsledně rozlišují orientované grafy (jak jsme je zavedli v naší definici) a digrafy, které mohou obsahovat násobné orientované hrany. V tomto textu budeme pojem „digrafu“ i „orientovaného grafu“ používat ve smyslu Definice 12.1. Definici obecného grafu, který může obsahovat násobné orientované i neorientované hrany, jsme uvedli na straně 26. Dvojici opačných hran nepovažujeme za násobné hrany.

Definice Jednoduchý orientovaný graf

Orientovaný graf, ve kterém navíc nejsou smyčky (ani násobné orientované hrany), nazýváme *jednoduchý orientovaný graf*, případně *jednoduchý digraf*.

Orientovaný graf D na Obrázku 12.1. má množinu vrcholů $V = \{v_1, v_2, v_3, v_4, v_5, v_6\}$ a množinu orientovaných hran $E = \{(v_1, v_1), (v_1, v_2), (v_1, v_4), (v_2, v_5), (v_3, v_1), (v_3, v_4), (v_3, v_5), (v_3, v_6), (v_5, v_2), (v_5, v_4)\}$. Protože orientovaný graf D obsahuje smyčku (v_1, v_1) , tak se nejedná o jednoduchý orientovaný graf.



Obrázek 12.1.: Orientovaný graf D .

¹⁵ Termín *digraf* je z anglického „directed graph“. Označení A pro množinu orientovaných hran digrafu pochází z anglického termínu „arc“ pro orientovanou hranu.

Otázky:

- Jak by vypadala definice orientovaného grafu, který může obsahovat i násobné orientované hrany?
- Jak by mohla vypadat definice smíšeného grafu, který obsahuje orientované i neorientované hrany, ale neobsahuje násobné hrany?

Množinu vrcholů a množinu orientovaných hran digrafu D budeme značit $V(D)$ a $A(D)$, analogicky jako u jednoduchého (neorientovaného) grafu. Počet orientovaných hran (včetně smyček) digrafu D budeme značit $h(D)$.

Pojmy *incidence*, *sousednost* a *nezávislost* se zavedou analogicky jako pro jednoduché grafy. Upozorníme na jeden důležitý detail. Jestliže digraf obsahuje orientovanou hranu uv a neobsahuje opačnou hranu vu , tak vrchol v považujeme za sousední s vrcholem u , ale vrchol u není sousední s vrcholem v (vrchol v je dosažitelný z vrcholu u , ale naopak ne). *Nezávislé* vrcholy nejsou spojeny žádnou orientovanou hranou (v libovolné orientaci) a nezávislé orientované hrany nemají žádný společný vrchol. Přesná definice je ponechána jako Cvičení 12.1.4. Stejně tak v dalším textu přirozeně rozšíříme použití i dalších pojmů pro digrafy: *podgraf digrafu*, *izomorfismus digrafů* a podobně. Přesnou definici opět ponecháme jako cvičení.

Jestliže se omezíme na jednoduché orientované grafy a nerozlišujeme izomorfní digrafy, tak existuje jediný jednoduchý (!) orientovaný graf s jedním vrcholem, tři jednoduché orientované grafy se dvěma vrcholy a šestnáct různých jednoduchých orientovaných grafů se třemi vrcholy (Cvičení 12.1.1.). Na čtyřech vrcholech je jednoduchých orientovaných grafů 218 a na deseti vrcholech dokonce 341 260 431 952 972 580 352 (více než 341 trilionů). Jejich počet je znám pro libovolný počet vrcholů.

Jestliže rozlišujeme vrcholy digrafu (například označením), tak je také snadné určit počet různých digrafů s daným počtem vrcholů (Cvičení 12.1.2.).

Poznámka 12.1. Množina orientovaných hran digrafu $D = (V, A)$ je podmnožina V^2 . Množina A je vlastně relací na množině V a jednoduchý digraf odpovídá ireflexivní relaci na V . Přesto se zavádí jak pojem relace, tak orientované grafy. S každým z těchto pojmů se pracuje v jiných souvislostech.

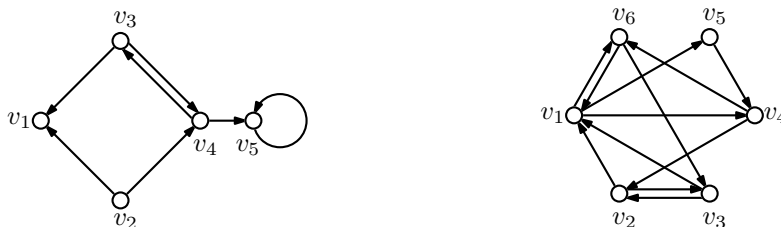
Stupně vrcholů v orientovaném grafu

Na rozdíl od jednoduchého grafu rozlišujeme v orientovaných grafech několik variant pojmu stupeň.

Definice Počet orientovaných hran, se kterými je vrchol v v jednoduchém orientovaném grafu D incidentní, se nazývá *celkový stupeň* vrcholu v , stručně *stupeň* vrcholu a značí se $\deg(v)$, případně $\deg_D(v)$. Pokud uvažujeme digraf se smyčkami, budeme každou smyčku do celkového stupně počítat dvakrát.

Je-li vrchol u počátečním vrcholem hrany uv , nazývá se *uv odchozí hrana* z vrcholu u a počet odchozích hran z vrcholu u se nazývá *odchozí* nebo *vnější stupeň* vrcholu u a značí se $\text{odeg}(u)$. Podobně je-li vrchol v koncovým vrcholem hrany uv , nazýváme *uv příchozí hranou* do vrcholu v a počet příchozích hran do vrcholu v se nazývá *příchozí* nebo *vnitřní stupeň* vrcholu v a značí se $\text{ideg}(v)$. Smyčku počítáme mezi příchozí i odchozí hrany daného vrcholu.

Jestliže pro každý vrchol v digrafu D platí, že $\text{ideg}(v) = \text{odeg}(v)$, říkáme, že digraf D je *vyvážený*, nebo že má *vyváženou orientaci*.



Obrázek 12.2.: Vlevo je orientovaný graf s odchozími stupni 0, 2, 2, 1, s příchozími stupni 2, 0, 1, 2, 2 a vpravo je vyvážený orientovaný graf.

Celkový stupeň vrcholu v je vždy součtem odchozího a příchozího stupně vrcholu v , tj. $\text{iddeg}(v) + \text{odeg}(v) = \text{deg}(v)$. Všimněte si, že vyvážený digraf nemusí mít všechny celkové stupně stejné! Vyvážený graf tak není analogií pravidelného grafu. Různé vrcholy na Obrázku 12.2. vpravo mají různé celkové stupně, avšak příchozí stupeň každého vrcholu je roven jeho odchozímu stupni. Analogicky jako v Kapitole 1. můžeme zavést nejmenší a největší odchozí a příchozí stupně digrafu D . Značit je budeme: nejmenší odchozí stupeň $\delta^+(D)$, nejmenší příchozí stupeň $\delta^-(D)$, největší odchozí stupeň $\Delta^+(D)$ a největší příchozí stupeň $\Delta^-(D)$.

Věta 12.1. *Je-li D orientovaný graf s n vrcholy v_1, v_2, \dots, v_n a $h(D)$ hranami, tak platí*

$$\sum_{i=1}^n \text{odeg}(v_i) = \sum_{i=1}^n \text{iddeg}(v_i) = h(D).$$

Důkaz je snadný a je ponechán jako Cvičení 12.1.3.

Otázky:

- Co by se změnilo, kdybychom řekli, že celkový stupeň vrcholu je počet orientovaných hran, se kterými je daný vrchol incidentní?
- Platí Věta 12.1. i pro orientované grafy s násobnými hranami?
- Existuje netriviální orientovaný graf, ve kterém každý vrchol má jiný odchozí stupeň?
- Existuje nějaký graf, který je současně digrafem?
- Existuje nějaký digraf, který je současně grafem?

V Kapitole 1.2. jsme na straně 31 ukázali nutnou a dostatečnou podmínku pro to, aby daná posloupnost nezáporných celých čísel byla grafová. Analogií stupňové posloupnosti pro orientované grafy je posloupnost uspořádaných dvojic odchozích a příchozích stupňů: jsou-li v_1, v_2, \dots, v_n vrcholy digrafu D , tak $(\text{odeg}_D(v_i), \text{iddeg}_D(v_i))$ pro $i = 1, 2, \dots, n$, je takovou posloupností. Budeme jí říkat *digrafová posloupnost*. Například digraf na Obrázku 12.2. vlevo má digrafovou posloupnost $(0, 2), (2, 0), (2, 1), (2, 2), (1, 2)$.

Podle Věty 12.1. je nutnou podmínku, aby daná posloupnost uspořádaných dvojic nezáporných celých čísel byla digrafovou posloupností, že součet prvních složek uspořádaných dvojic se rovná součtu druhých složek. Pro digrafy s násobnými hranami je tato podmínka současně postačující (Cvičení 12.1.8.). Pro jednoduché orientované grafy se smyčkami je situace složitější. Rozhodnutí, zda uvedená posloupnost dvojic nezáporných celých čísel je nebo není digrafová se převádí na otázku existence jistého bipartitního grafu, kterému říkáme *split digrafu*. Pro split se pak ověřuje analogická podmínka, jak ve Větě 1.3. (Věta Havla–Hakimiho).

Cvičení

12.1.1.♥ a) Najděte všechny neizomorfní digrafy s jedním nebo dvěma vrcholy. Které z nich jsou jednoduché?
a) Najděte všechny neizomorfní jednoduché orientované grafy se třemi vrcholy.

12.1.2.♥ Předpokládejme, že rozlišujeme vrcholy digrafu D (například označením). a) Kolik existuje různých digrafů s n vrcholy? b) Kolik existuje různých jednoduchých orientovaných grafů s n vrcholy? c) Kolik existuje různých jednoduchých orientovaných grafů s n vrcholy, které neobsahují žádnou dvojici opačně orientovaných hran?

12.1.3.♥ Dokažte Větu 12.1.

12.1.4.♥ Definujte pojmy incidence vrcholu a hrany, sousednost vrcholů a nezávislost vrcholů i hran pro orientované grafy.

12.1.5.♥ Definujte pro orientované grafy další pojmy, které jsme definovali pro neorientované grafy: podgraf, faktor, indukovaný podgraf, vnější a vnitřní stupňová posloupnost orientovaného grafu.

12.1.6.♥ Definujte a) incidenční matici, b) matici sousednosti orientovaného grafu. V čem se liší od analogických matic pro neorientované grafy?

12.1.7. Najděte příklad jednoduchého orientovaného grafu s n vrcholy, ve kterém má každý vrchol jiný odchozí stupeň.

12.1.8. Ukažte, že v digrafu, ve kterém mohou existovat násobné hrany, je posloupnost uspořádaných dvojic nezáporných celých čísel digrafová právě tehdy, když součet prvních složek je stejný jako součet druhých složek.

12.2. Cesty, cykly, dosažitelnost

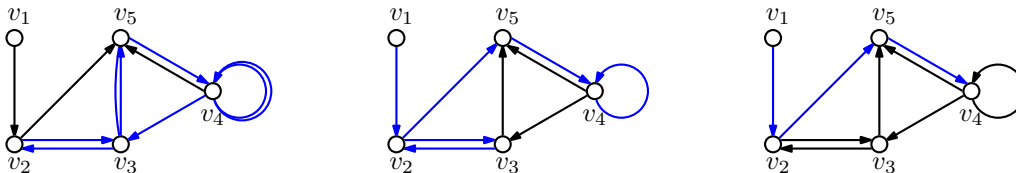
Orientované sledy, tahy a cesty v digrafu zavedeme analogicky jako pro jednoduché grafy v Kapitole 2.

Definice *Orientovaný sled* v digrafu D je taková posloupnost vrcholů a orientovaných hran

$$(v_0, e_1, v_1, e_2, v_2, \dots, e_n, v_n), \quad (7)$$

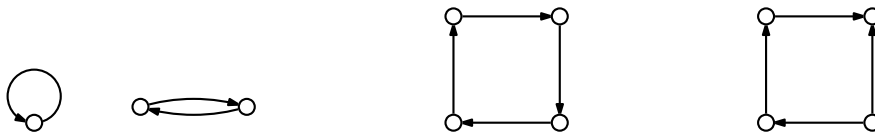
ve které každá orientovaná hrana e_i má počáteční vrchol v_{i-1} a koncový vrchol v_i pro $i = 1, 2, \dots, n$. Sled (7) nazýváme orientovaný (v_0, v_n) -sled. Orientovaný sled, ve kterém se neopakuje žádná hrana, nazýváme *orientovaný tah*. Orientovaný sled, ve kterém se neopakuje žádný vrchol, nazýváme *orientovaná cesta*.

Orientované sledy, tahy a cesty chápeme jako popis putování v digrafu, při kterém dodržujeme orientaci hran, nikdy neputujeme proti naznačenému směru. V digrafu, který modeluje nějakou reálnou situaci, odpovídají taková omezení obvykle nějakým přirozeným požadavkům (jednosměrky, spádování potrubí, klesání potenciálu a podobně). Všimněte si, že v orientovaném grafu jsou orientovaný sled, tah i cesta jednoznačně určeny posloupností vrcholů. Proto budeme v dalším textu orientované sledy, tahy i cesty zadávat jen posloupností vrcholů. Na Obrázku 12.3. vlevo je orientovaný sled $v_3, v_5, v_4, v_4, v_3, v_2, v_3, v_5$, uprostřed je orientovaný tah $v_1, v_2, v_3, v_2, v_5, v_4, v_4$ a vpravo pak je orientovaná cesta v_1, v_2, v_5, v_4 .



Obrázek 12.3.: Sled, tah a cesta v digrafu.

Délkou orientovaného (v_0, v_n) -sledu budeme rozumět počet hran tohoto sledu. Naprosto analogicky chápeme délku orientovaného (v_0, v_n) -tahu nebo orientované (v_0, v_n) -cesty. Triviální orientovaný sled, který obsahuje jediný vrchol, je současně triviální orientovaný tah i triviální orientovaná cesta. *Orientovaný cyklus* je takový netriviální orientovaný sled, ve kterém se neopakují hrany ani vrcholy s výjimkou prvního a posledního vrcholu. Všimněte si, že smyčka v digrafu je orientovaným cyklem délky 1, na rozdíl od jednoduchých (neorientovaných) grafů, ve kterých nejkratší cyklus má délku 3. V digrafech mohou samozřejmě existovat i cykly délky 2, stačí vzít dvojici opačně orientovaných hran (Obrázek 12.4. vlevo). Digraf, který neobsahuje žádný orientovaný cyklus, se nazývá *acyklický*.



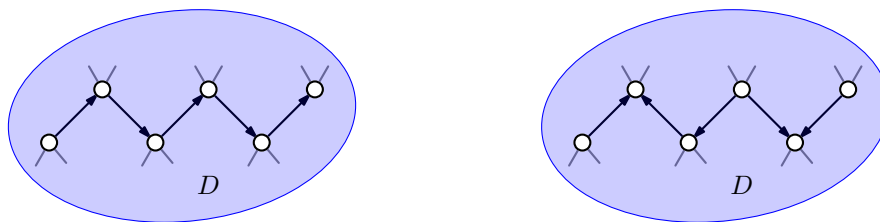
Obrázek 12.4.: Orientované cykly délky 1, 2 a 4 a cyklus délky 4, který není orientovaný.

Někdy může být vhodné zeslabit pojem orientované cesty (případně sledu) a odhlédnout od orientace hran. Například cyklus na Obrázku 12.4. vpravo sice není orientovaným cyklem, ale nahradíme-li orientované hrany neorientovanými, dostaneme cyklus C_4 .

Definice *Neorientovaná cesta* nebo *polocesta* v digrafu D je taková posloupnost různých vrcholů a orientovaných hran

$$(v_0, e_1, v_1, e_2, v_2, \dots, e_n, v_n),$$

ve které každá orientovaná hrana e_i má buď počáteční vrchol v_{i-1} a koncový vrchol v_i nebo počáteční vrchol v_i a koncový vrchol v_{i-1} , pro $i = 1, 2, \dots, n$.

Obrázek 12.5.: Orientovaná cesta a polocesta v digrafu D .

Na Obrázku 12.5. vidíme příklad orientované a neorientované cesty v nějakém digrafu. Cesta pochopitelně nemusí být komponentou ale jen podgrafem digrafu.

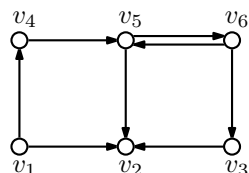
Všimněte si, že na rozdíl od orientované cesty, *není* polocesta v obecném digrafu určena jednoznačně jen posloupností vrcholů (proč?). Podobně jako neorientovanou cestu můžeme nadefinovat i *neorientovaný cyklus*.

Otázka: Je v jednoduchém (ne obecném) orientovaném grafu polocesta určena jednoznačně jen posloupností vrcholů?

Dosažitelnost a souvislost v orientovaném grafu

Definice Řekneme, že vrchol v je v digrafu D *dosažitelný* z vrcholu u , jestliže v D existuje orientovaná (u, v) -cesta. Řekneme, že vrcholy u a v jsou *vzájemně dosažitelné*, jestliže v D existují obě cesty: orientovaná (u, v) -cesta i orientovaná (v, u) -cesta.

Je dobré si uvědomit, že dosažitelnost v orientovaných grafech obecně *není* symetrická vlastnost, jako tomu je pro neorientované grafy. Pro daný digraf D můžeme na množině vrcholů $V(D)$ definovat relaci dosažitelnosti tak, že vrcholy u a v jsou v relaci (v tomto pořadí), pokud je vrchol v dosažitelný z vrcholu u . Taková relace obecně není relací ekvivalence, neboť nemusí být symetrická. Například v grafu na Obrázku 12.6. je vrchol v_3 dosažitelný z vrcholu v_4 , avšak vrchol v_4 není dosažitelný z vrcholu v_3 . Z vrcholu v_1 jsou dosažitelné dokonce všechny ostatní vrcholy, ale v_1 není dosažitelný z žádného jiného vrcholu.

Obrázek 12.6.: Digraf D .

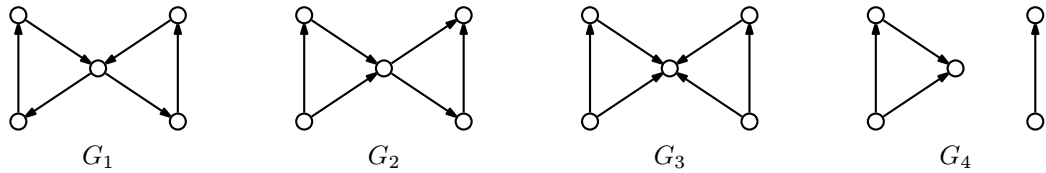
Protože relace dosažitelnosti není symetrická, je zavedení souvislosti komplikovanější než u jednoduchých grafů. Můžeme rozlišit několik druhů souvislosti, které zavedená terminologie charakterizuje „silou“.

Definice Řekneme, že digraf D je

- *slabě souvislý*, jestliže mezi každými dvěma vrcholy v digrafu D existuje polocesta,
- *jednostranně souvislý*, jestliže mezi každými dvěma vrcholy u, v v digrafu D existuje alespoň jedna ze dvou orientovaných cest: (u, v) -cesta nebo (v, u) -cesta,
- *silně souvislý*, jestliže mezi každými dvěma vrcholy u, v v digrafu D existuje orientovaná (u, v) -cesta.

Jinak je digraf *nesouvislý*.

Všimněte si, že definice silné souvislosti je ekvivalentní s tvrzením, že každé dva různé vrcholy digrafu D jsou navzájem dosažitelné. Na Obrázku 12.7. jsou příklady grafů, které jsou (po řadě zleva doprava) silně, jednostranně, slabě souvislé a úplně vpravo je nesouvislý digraf. Z definice vyplývá, že každý silně souvislý graf je současně jednostranně i slabě souvislý a každý jednostranně souvislý graf je i slabě souvislý. Naopak

Obrázek 12.7.: Silně (G_1), jednostranně (G_2), slabě (G_3) souvislý a nesouvislý (G_4) digraf.

samozřejmě existují slabě souvislé grafy, které nejsou jednostranně souvislé a také najdeme jednostranně souvislé grafy, které nejsou silně souvislé (Obrázek 12.7.).

Vzdálenost v orientovaném grafu

Definice *Orientovaná vzdálenost* vrcholu v od vrcholu u v daném digrafu je délka nejkratší orientované (u, v) -cesty. Jestliže orientovaná (u, v) -cesta v daném digrafu neexistuje, definujeme orientovanou vzdálenost z vrcholu u do vrcholu v rovnu ∞ .

Orientovanou vzdálenost vrcholu v od vrcholu u budeme značit $\text{dist}(u, v)$, stejně jako v neorientovaném grafu. Značení $\text{dist}_D(u, v)$ použijeme, když budeme chtít zdůraznit, ve kterém digrafu D vzdálenost měříme.

Všimněte si, že vzdálenost není symetrická vlastnost, a proto rozlišujeme vzdálenost vrcholu v od vrcholu u a naopak. I když vzdálenost vrcholu v od vrcholu u je rovna nějakému celému číslu k , tak vzdálenost vrcholu u od vrcholu v může být různá od k a dokonce může být i ∞ . Například v digrafu D na Obrázku 12.6. je $\text{dist}(v_4, v_3) = 3$, a přitom $\text{dist}(v_3, v_4) = \infty$. Vzdálenost v digrafu tak obecně *není* metrikou.

Otázky:

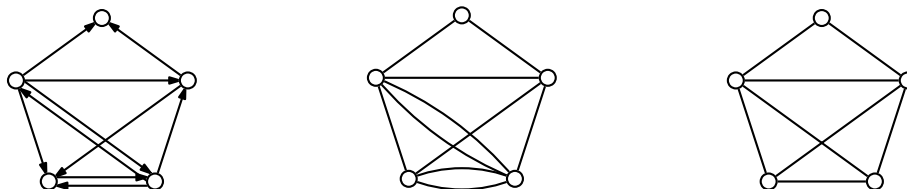
- Existuje takový digraf D , že pro každou dvojici různých vrcholů $u, v \in V(D)$ platí, že $\text{dist}(u, v) = 1$ a $\text{dist}(v, u) = \infty$ (nebo naopak)?
- Existuje takový digraf s více než jedním vrcholem, ve kterém žádné dvě různé dvojice různých vrcholů u, v nemají stejnou orientovanou vzdálenost $\text{dist}(u, v)$?
- Kolik existuje takových digrafů s více než jedním vrcholem, ve kterém žádné dvě různé dvojice různých vrcholů u, v nemají stejnou orientovanou vzdálenost $\text{dist}(u, v)$?

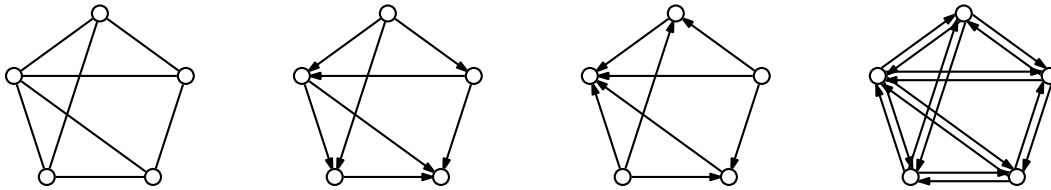
Příbuzné orientované a neorientované grafy

Z orientovaného grafu lze několika způsoby získat neorientovaný graf. Nejjednodušší je „zapomenout“ orientaci hran. Přitom musíme dobře uvážít, jak naložit s dvojicemi opačně orientovaných hran.

Definice Neorientovaný multigraf, který vznikne z jednoduchého orientovaného grafu D (bez smyček) nahrazením každé orientované hrany neorientovanou hranou, se nazývá *deorientace* orientovaného grafu D a značí se $U(D)$. Neorientovaný graf, který vznikne z jednoduchého orientovaného grafu D nahrazením každé orientované hrany nebo dvojice opačně orientovaných hran jednou neorientovanou hranou, se nazývá *symetrizace* orientovaného grafu D a značí se $\text{sym}(D)$.

Všimněte si, že pokud bychom v definici symetrizace vynechali větu o dvojici opačně orientovaných hran, tak $\text{sym}(D)$ nemusí být jednoduchý graf. Každá dvojice opačně orientovaných hran dává v deorientaci dvojnásobnou neorientovanou hranu (Obrázek 12.8.).

Obrázek 12.8.: Jednoduchý orientovaný graf D , jeho deorientace $U(D)$ a symetrizace $\text{sym}(D)$.



Obrázek 12.9.: Neorientovaný graf G , dvě jeho orientace $D(G)$ a asociovaný orientovaný graf $B(G)$.

Také naopak, když máme nějaký neorientovaný graf, můžeme několika způsoby sestavit odpovídající orientovaný graf.

Definice Mějme jednoduchý neorientovaný graf G . Graf, ve kterém je každá neorientovaná hrana nahrazena jednou ze dvou možných orientovaných hran, se nazývá *orientace* grafu G a značí se $D(G)$. Graf, ve kterém je každá neorientovaná hrana nahrazena dvojicí opačně orientovaných hran, se nazývá *asociovaný orientovaný graf* a značí se $B(G)$.

Je snadné si rozmyslet, že digraf D je slabě souvislý právě tehdy, když jeho symetrizace je souvislý graf (Cvičení 12.2.3.).

Otázky:

- Máme jednoduchý graf G a sestojíme nějakou jeho orientaci $D(G)$. Platí $\text{sym}(D(G)) \simeq G$?
- Máme jednoduchý graf G a sestojíme nějakou jeho orientaci $D(G)$. Platí $U(D(G)) \simeq G$?
- Jak se změní odpovědi na předchozí dvě otázky, když místo orientace $D(G)$ budeme pracovat s asociovaným orientovaným grafem $B(G)$?
- Existují grafy, pro které platí $U(B(G)) \simeq G$?
- Pro jaké orientované grafy D platí $U(D) \simeq \text{sym}(D)$?

Zmíníme jakousi analogii silné souvislosti digrafů a 2-souvislosti neorientovaných grafů. Kdybychom v následující větě výslovně nepracovali s jednoduchými orientovanými grafy, tak bychom museli uvážit, jak při deorientaci naložit se smyčkami.

Věta 12.2. *Je-li D jednoduchý silně souvislý orientovaný graf, tak jeho deorientace $U(D)$ je hranově 2-souvislý (multi)graf.*

Důkaz. Postupujeme sporem. Předpokládejme, že digraf D je silně souvislý a jeho deorientace $U(D)$ není hranově 2-souvislá. Všimnete si, že orientace grafu není definována pro multigrafy. Snadno bychom však mohli definici orientace rozšířit. Proto můžeme říci že digraf D je vždy nějakou orientací své deorientace $U(D)$.

Pokud by deorientace $U(G)$ byl nesouvislý (multi)graf, tak každá jeho orientace je nesouvislá, což podle předpokladu není možné. Pokud by deorientace $U(G)$ byla 1-souvislá, tak obsahuje nějaký most, který v digrafu odpovídá nějaké orientované hraně uv . Digraf $D - uv$ je proto nesouvislý a vrcholy u, v leží v různých komponentách.

Podle předpokladu je digraf D silně souvislý a obsahuje nějakou orientovanou (v, u) -cestu. Taková cesta jistě neobsahuje hranu uv , a proto tuto cestu obsahuje i digraf $D - uv$. Vrcholy u, v leží ve stejné komponentě digrafu $D - uv$. Dostáváme hledaný spor. \square

Připomeňme, že v definici orientace grafu není nespécifikováno, jakou orientaci hrany zvolíme. Následující definice a věta ukazují, že u hranově 2-souvislých grafů tuto volnost můžeme využít. Například síť ulic většiny měst by mohla sestávat pouze z jednosměrných cest a přitom lze zajistit dostupnost každého místa. Řada městských čtvrtí ve Spojených státech má „streets“ a k nim kolmé „avenues“ jednosměrné, což přispívá k plynulosti a bezpečnosti provozu.

Definice Řekneme, že graf G je *silně orientovatelný*, jestliže existuje taková jeho orientace $D(G)$, která je silně souvislá.

Ulice velké části měst odpovídají planárním grafům. Všimnete si, že následující věta však platí pro libovolné hranově 2-souvislé grafy.

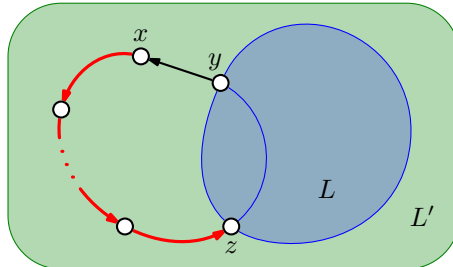
Věta 12.3. *Každý hranově 2-souvislý graf je silně orientovatelný.*

Důkaz. Tvrzení ukážeme přímo a důkaz bude konstruktivní. Ukážeme, jak takovou silnou orientaci najít.

Máme-li hranově 2-souvislý graf G , tak má jistě alespoň tři vrcholy a podle Věty 5.1. je každý jeho vrchol stupně alespoň 2. To však současně znamená (například s využitím Lemmatu 3.1.), že v grafu G

existuje nějaký cyklus v_1, v_2, \dots, v_k , kde $3 \leq k \leq |V(G)|$. Hrany cyklu zorientujeme tak, abychom dostali orientovaný cyklus a případné další hrany mezi vrcholy tohoto cyklu zorientujeme libovolně. Dostaneme tak silně souvislý podgraf L výsledného digrafu.

Pokud $V(L) = V(G)$, algoritmus (a důkaz) končí. V opačném případě zvolíme libovolný vrchol x , který nepatří do $V(L)$ a který je sousední s nějakým vrcholem y v množině $V(L)$. Takový vrchol x jistě existuje, neboť graf G je dokonce hranově 2-souvislý, a proto kromě hrany xy obsahuje graf G ještě (x, y) -cestu, která hranu xy neobsahuje. Označme z první vrchol na (x, y) -cestě, který patří do množiny $V(L)$ (Obrázek 12.10.).



Obrázek 12.10.: Digraf L , vrchol x , (x, y) -cesta a (x, z) -cesta v grafu G .

Nyní zorientujeme hranu yx (v tomto pořadí) a všechny hrany (x, z) -cesty jako na Obrázku 12.10. (mohli bychom zvolit i opačnou orientaci). Případné další hrany grafu G , jejichž koncové vrcholy patří do $V(L)$ nebo leží na (x, z) -cestě, zorientujeme libovolně. Nyní celý orientovaný podgraf označíme L' a ukážeme, že graf L' je silně souvislý. Mějme libovolné dva vrcholy $u, v \in V(L')$. Rozlišíme tři případy.

- 1) Jsou-li $u, v \in V(L)$, existují podle uvedené konstrukce v podgrafu L dvě cesty: orientovaná (u, v) -cesta i orientovaná (v, u) -cesta.
- 2) Je-li jeden z vrcholů (bez újmy na obecnosti třeba vrchol u) vnitřním vrcholem (x, z) -cesty, tak její část: (u, z) -cesta spolu s (z, v) -cestou v digrafu L tvoří orientovanou (u, v) -cestu v grafu L' . Podobně (v, y) -cesta v digrafu L spolu s orientovanou hranou yx a (x, u) -cestou, která je částí (x, z) -cesty, tvoří orientovanou (v, u) -cestu v digrafu L' .
- 3) Konečně, jsou-li u, v dva různé vnitřní vrcholy (x, z) -cesty (bez újmy na obecnosti v tomto pořadí), tak orientovaná (u, v) -cesta je částí (x, z) -cesty a orientovanou (v, u) -cestu v digrafu L' sestavíme z (v, z) -cesty jako úseku (x, z) -cesty, (z, y) -cesty v digrafu L , hrany yx a (x, u) -cesty jako úseku (x, z) -cesty.

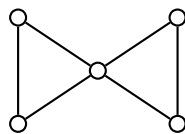
Ve všech případech jsme našli obě cesty: orientovanou (u, v) -cestu i orientovanou (v, u) -cestu. Digraf L' je proto silně souvislý. Položíme $L = L'$. Pokud graf G obsahuje ještě jiné vrcholy, kromě $V(L)$, celý postup opakujeme (pro konečné grafy bude takových kroků konečně mnoho), jinak algoritmus i důkaz končí. \square

V Kapitole 5. jsme ukázali, že hranová souvislost je slabší než vrcholová souvislost. Ihned tak můžeme vyslovit následující důsledek.

Důsledek 12.4. Každý 2-souvislý graf je silně orientovatelný.

Důkaz. Podle Věty 5.1. pro každý graf G platí $\kappa(G) \leq \kappa'(G)$, tj. každý 2-souvislý graf je také hranově 2-souvislý. Podle Věty 12.3. je proto G také silně orientovatelný. \square

Tvrzení Věty 12.3. je silnější než tvrzení Důsledku 12.4. Věta 12.3. platí i pro grafy, které jsou pouze hranově 2-souvislé a nejsou vrcholově 2-souvislé. Příklad takového grafu je na Obrázku 12.11. a jedna jeho silná orientace je na Obrázku 12.7. vlevo.



Obrázek 12.11.: Příklad grafu, který je silně orientovatelný, ale není 2-souvislý.

Otázka: Najdete příklad grafu, který je silně orientovatelný, ale není hranově 2-souvislý?

Cvičení

12.2.1.♡ Dokažte nebo vyvráťte vrcholovou verzi Věty 12.2.: je-li D jednoduchý silně souvislý orientovaný graf, tak jeho deorientace $U(D)$ je vrcholově 2-souvislý (multi)graf.

12.2.2. Vysvětlete, která z následujících tvrzení jsou pravdivá. a) Pro každý digraf D platí $D(\text{sym}(D)) \simeq D$, b) Existuje digraf D , pro který platí $D(\text{sym}(D)) \simeq D$, c) Pro každý digraf D platí $B(\text{sym}(D)) \simeq D$, d) Existuje digraf D , pro který platí $B(\text{sym}(D)) \simeq D$. Jak se změní odpovědi na předchozí otázky, když místo symetrizace $\text{sym}(D)$ budeme pracovat s deorientací $U(D)$?

12.2.3. Ukažte, že digraf D je slabě souvislý právě tehdy, když jeho symetrizace je souvislý graf $G = \text{sym}(D)$.

12.2.4. Nechť D je digraf, který neobsahuje jako podgraf žádný orientovaný cyklus (je acyklický). Ukažte, že potom $\delta^+(D) = 0$.

12.2.5.♡ Orientovaný digraf D^o , který vznikne změnou orientace všech hran orientovaného digrafu D , nazveme opačným digrafem k digrafu D . Ukažte, že $\text{ideg}_D(v) = \text{odeg}_{D^o}(v)$ pro každý vrchol $v \in D$.

12.2.6. Nechť D je orientovaný graf, neobsahující žádný orientovaný cyklus. Ukažte s pomocí výsledků předchozích Cvičení 12.2.4. a 12.2.5., že $\delta^-(D) = 0$.

12.2.7. Ukažte, že jednoduchý orientovaný graf D , ve kterém platí $\delta^+(D) = k > 0$, obsahuje orientovaný cyklus délky nejméně $k + 1$.

12.2.8. Odvoďte a dokažte nutnou a postačující podmínku pro existenci uzavřeného orientovaného tahu v digrafu D .

12.2.9. Ukažte, že každý graf G má takovou orientaci $D(G)$, že pro každý vrchol v , $v \in V(G)$, platí

$$\left| \text{ideg}_{D(G)}(v) - \text{odeg}_{D(G)}(v) \right| \leq 1.$$

12.2.10. Ukažte, že každý souvislý graf G má takovou orientaci $D(G)$, ve které nejvýše jeden vrchol má lichý odchozí stupeň.

12.2.11. Ukažte, že v digrafu D , který vznikne orientací kompletního grafu K_n , platí $\sum_{v \in V(D)} \text{odeg}^2(v) = \sum_{v \in V(D)} \text{ideg}^2(v_i)$. Je možno tvrzení zobecnit i pro jiné digrafy?

12.2.12. Najděte příklad orientace kompletního grafu, ve kterém posloupnost odchozích stupňů není přeuspořádáním posloupnosti příchozích stupňů. Najděte nekonečnou třídu takových grafů?

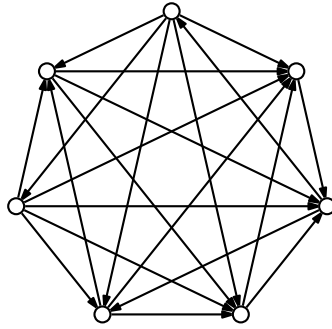
12.2.13. Dokažte nebo vyvráťte: Pro každé $n > 1$ existuje takový jednoduchý orientovaný graf D s n vrcholy, že $\text{ideg}_D(u) = \text{ideg}_D(v)$ a $\text{odeg}_D(u) = \text{odeg}_D(v)$ pro každé dva různé vrcholy $u, v \in D$.

12.2.14. Dokažte nebo vyvráťte: Počet vrcholů lichého vnějšího (vnitřního) stupně v orientovaném grafu musí být sudý.

12.3. Turnaje

Máme n týmů nebo hráčů, kteří budou hrát turnaj, například tenisový. Každé dva týmy se spolu utkají v jednom zápase. Protože v tenise neexistuje remíza, můžeme výsledek každého zápasu znázornit orientovanou hranou v kompletním grafu, která je orientována například od vítěze k poraženému. V této podkapitole se budeme věnovat právě takovým grafům (Obrázek 12.12.).

Definice Turnaj je orientovaný graf, ve kterém pro každou dvojici různých vrcholů u, v existuje právě jedna z orientovaných hran uv nebo vu .



Obrázek 12.12.: Turnaj.

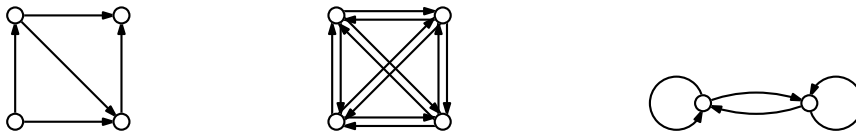
Turnaj získáme jako orientaci $D(K_n)$ (neorientovaného) kompletního grafu K_n . Symetrizace turnaje je jednoduchý kompletní graf, neobsahuje žádnou násobnou hranu. Jestliže rozlišujeme vrcholy (například označením), tak není těžké si rozmyslet (Cvičení 12.1.2.), že počet všech jednoduchých digrafů je $4^{\binom{n}{2}} = 2^{n(n-1)}$ a počet všech digrafů je 2^{n^2} . Počet všech turnajů s n vrcholy je $2^{\binom{n}{2}}$, přičemž pro $n = 1$ pracujeme přirozeně s hodnotou $\binom{1}{2} = 0$. A konečně počet všech jednoduchých digrafů bez protišípů je $3^{\binom{n}{2}}$.

Tranzitivní a acyklické turnaje

Souvislost grafových turnajů se sportovními turnaji, ve kterých neexistují remízy, je nasnadě. Nejprve zavedeme dvě přirozené vlastnosti turnaje.

Definice Řekneme, že turnaj je *tranzitivní*, jestliže pro každou dvojici orientovaných hran uv a vw obsahuje také orientovanou hranu uw . Jestliže turnaj neobsahuje žádný orientovaný cyklus, tak máme *acyklický* turnaj.

Obecně existují acyklické digrafy, které nejsou tranzitivní (Obrázek 12.13. vlevo) a tranzitivní digrafy, které nejsou acyklické (Obrázek 12.13. vpravo).

Obrázek 12.13.: Digrafy D_1 , D_2 a D_3 .

Otázky:

- Proč není digraf D_1 na Obrázku 12.13. vlevo tranzitivní?
- Proč není digraf D_2 na Obrázku 12.13. uprostřed tranzitivní?
- Najděte nejmenší tranzitivní digraf, který není acyklický.

Následující věta dává výsledek, který je možná na první pohled poněkud překvapivý. Říká, že pro turnaje jsou pojmy acykličnost a tranzitivita ekvivalentní. Pokud bychom pracovali pouze s turnaji, tak by stačilo zavést jen jeden z obou pojmů!

Věta 12.5. *Turnaj je tranzitivní právě tehdy, když je acyklický.*

Důkaz.

„ \Rightarrow “ První implikaci ukážeme sporem. Předpokládejme, že turnaj D je tranzitivní a obsahuje orientovaný cyklus v_1, v_2, \dots, v_k (a jeho orientované hrany). Protože digraf D obsahuje orientované hrany v_1v_2 a v_2v_3 , tak z tranzitivity plyne, že obsahuje i orientovanou hranu v_1v_3 . Obecně, z tranzitivity turnaje D plyne, že když obsahuje orientované hrany v_1v_i a v_iv_{i+1} , tak obsahuje i orientovanou hranu v_1v_{i+1} . Opakováním postupu ukážeme, že turnaj D obsahuje i hranu v_1v_k , což je spor, neboť v orientovaném cyklu leží orientovaná hrana v_kv_1 . Ukázali jsme, že tranzitivní turnaj D je acyklický.

„ \Leftarrow “ Opačnou implikaci ukážeme přímo. Předpokládejme, že turnaj D je acyklický. Pro každou dvojici orientovaných hran uv , vw obsahuje turnaj také právě jednu ze dvou hran uw a wu . Protože digraf D je acyklický, nemůže obsahovat orientovanou hranu wu , a proto obsahuje orientovanou hranu uw . Tím je důkaz tranzitivity ukončen. \square



Obrázek 12.14.: Tranzitivní turnaj a acyklický turnaj na čtyřech vrcholech.

Je zřejmé, že turnaj na čtyřech vrcholech, který je na Obrázku 12.14. vlevo, je tranzitivní. Snadno ověříme, že turnaj na Obrázku 12.14. vpravo je acyklický. Podle předchozí věty víme jsou oba turnaje izomorfní (Cvičení 12.3.1.).

Další věta ukazuje, že o tranzitivních (a tedy ani acyklických) turnajích pro daný počet vrcholů vlastně nemá smysl hovořit v množném čísle. Jestliže lze výsledek sportovního turnaje popsat acyklickým orientovaným grafem, je struktura výsledků celého turnaje určena jednoznačně až na pořadí hráčů.

Věta 12.6. *Pro každé přirozené číslo n existuje jediný tranzitivní turnaj s n vrcholy (až na izomorfismus).*

Důkaz věty je ponechán jako Cvičení 12.3.2.

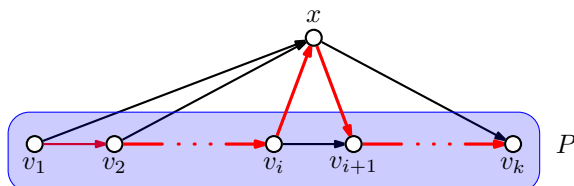
Další vlastnosti turnajů

I v případě, kdy turnaj není tranzitivní, můžeme vyslovit zajímavá tvrzení. V libovolném turnaji například vždy můžeme seřadit všechny hráče tak, že každý hráč vždy porazil následujícího hráče v posloupnosti. Můžeme tak zavést pojem (orientované) hamiltonovské cesty a (orientovaného) hamiltonovského cyklu.

Věta 12.7. *Každý turnaj obsahuje orientovanou hamiltonovskou cestu.*

Důkaz. Označme $P = v_1, v_2, \dots, v_k$ nějakou nejdelší orientovanou cestu v daném turnaji D s n vrcholy. Jestliže $k = n$, tvrzení platí a důkaz končí.

Předpokládejme nyní pro spor, že $k < n$. To znamená, že v turnaji D existuje vrchol x , který neleží na cestě P . Kdyby hrana xv_1 patřila do turnaje D , tak by orientovaná cesta x, v_1, v_2, \dots, v_k byla delší než P , což podle předpokladu není možné. Proto v turnaji D leží orientovaná hrana v_1x .

Obrázek 12.15.: Prodloužení orientované cesty P v turnaji D .

Označme nyní v_i poslední takový vrchol na cestě P , že orientovaná hrana v_ix patří do hranové množiny turnaje D . Jistě $i < k$, neboť kdyby hrana v_kx patřila mezi hrany turnaje, tak orientovaná cesta v_1, v_2, \dots, v_k, x je delší než P , což podle předpokladu není možné. Nyní však snadno nahlédneme, že orientovaná cesta $v_1, v_2, \dots, v_i, x, v_{i+1}, \dots, v_k$ (na Obrázku 12.15. je vyznačena červeně) je delší orientovaná cesta v turnaji D , než nejdelší cesta P a máme hledaný spor. \square

Říká se, že dobrý dealer s ojetými vozy umí přesvědčit zákazníka, který váhá nad koupí konkrétního vozu. Postupně srovnává další a další dvojice vozů, vždy zvolí pro kupce výhodnější variantu, projdou tak všechna auta v prodejně a nakonec skončí u předem zvoleného vozu. Věta 12.7. ukazuje, že takové tvrzení má reálný základ. Stačí jen vhodně zvolit kritérium, podle kterého budeme každou dvojici vozů porovnávat.

Věta 12.8. *Turnaj obsahuje orientovaný hamiltonovský cyklus právě tehdy, když je silně souvislý.*

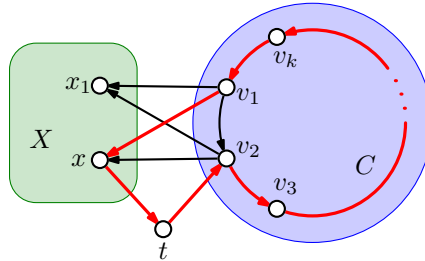
Důkaz. Jedná se o tvrzení ve tvaru ekvivalence, ukážeme obě implikace.

„ \Rightarrow “ První implikace je zřejmá. Protože každé dva vrcholy u, v turnaje leží na (orientovaném) hamiltonovském cyklu, tak příslušný úsek cyklu mezi vrcholy u a v tvoří orientovanou (u, v) -cestu.

„ \Leftarrow “ Nejprve nepřímou ukážeme, že silně souvislý turnaj D obsahuje orientovaný cyklus. Podle Věty 12.5. je každý acyklický turnaj tranzitivní a v tranzitivním turnaji mohou být všechny vrcholy seřazeny zleva doprava tak, že každá hrana směřuje doprava (Obrázek 12.14. vlevo). V acyklickém turnaji proto nenajdeme orientovanou cestu zprava doleva, a tak acyklický turnaj není silně souvislý.

Označme $C = v_1, v_2, \dots, v_k$ nějaký nejdelší orientovaný cyklus v silně souvislém turnaji D s n vrcholy. Jestliže $k = n$, tak C je hamiltonovský cyklus a důkaz končí.

Předpokládejme pro spor, že $k < n$ a tedy že v turnaji D existují vrcholy mimo cyklus C . Protože turnaj D je silně souvislý, tak obsahuje hranu z nějakého vrcholu cyklu C do nějakého vrcholu x_1 , který do C nepatří. Bez újmy na obecnosti předpokládejme, že se jedná o hranu v_1x_1 (Obrázek 12.16.). Kdyby hrana x_1v_2 patřila do D , tak cyklus $v_1, x_1, v_2, \dots, v_k$ byl delší než cyklus C , a proto do turnaje D patří hrana v_2x_1 . Opakováním téhož argumentu snadno nahlédneme, že všechny hrany mezi vrcholy cyklu C a vrcholem x_1 směřují do x_1 (Obrázek 12.16.).



Obrázek 12.16.: Prodloužení cyklu C přes vrchol množiny X a přes vrchol t .

Označme X množinu všech vrcholů mimo cyklus C , do kterých směřuje hrana z vrcholu v_2 (!). Analogicky jako v předchozím odstavci zdůvodníme, že všechny hrany z vrcholů cyklu C mají koncový vrchol v množině X . Vrchol x_1 jistě do množiny X patří také.

Protože ale turnaj D je silně souvislý, musí existovat také cesty z vrcholů množiny X do vrcholů cyklu C . Proto musí turnaj D obsahovat nějaký vrchol $t \notin X$, do kterého vede hrana z nějakého vrcholu $x \in X$. Víme, že hrana mezi t a v_2 končí ve vrcholu v_2 , jinak by vrchol t patřil do množiny X . Nyní dostáváme hledaný spor, neboť orientovaný cyklus $C' = v_1, x, t, v_2, v_3, \dots, v_k$ je delší, než cyklus C a důkaz končí. \square

Všimněte si, že uvedený důkaz je konstruktivní. Popisuje algoritmus, který umí libovolný orientovaný cyklus délky menší než n v daném turnaji prodloužit, a proto opakováním uvedeného postupu můžeme hamiltonovský cyklus zkonstruovat, pokud existuje (Cvičení 12.3.12.).

Král turnaje

Posloupnosti odchozích stupňů orientovaného (i neorientovaného) grafu se říká *skóre grafu*, protože v modelu soutěží odpovídá počtu vyhraných zápasů. Všimněte si, že turnaj nemusí mít jednoznačného vítěze, pokud více vrcholů má stejný nejvyšší odchozí stupeň (stejně *skóre vrcholu*). Je zajímavé si uvědomit, že v tranzitivních turnajích je podle Věty 12.6. pořadí určeno jednoznačně, přičemž každý hráč má jiné skóre. Nyní ukážeme, že v každém turnaji musí existovat hráči (týmy), kteří porazili všechny ostatní hráče přímo a nebo nepřímo „přes“ *jediný* vrchol turnaje tak, že hráč x porazil hráče y hráč y porazil hráče z .

Definice Řekneme, že vrchol u je *králem* v digrafu D , jestliže každý jiný vrchol v je dosažitelný z u po nějaké orientované cestě délky nejvýše 2.

V obecném orientovaném grafu král může a nemusí existovat. Následující věta však říká, že v turnaji takový vrchol existuje vždy.

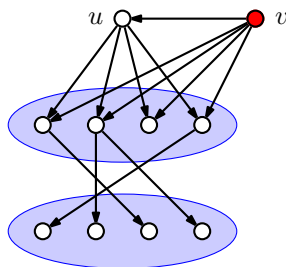
Věta 12.9. *V každém turnaji existuje král.*

Důkaz. Důkaz je konstruktivní. Ukážeme, jak krále v turnaji najít. Označme u libovolný vrchol turnaje D . Jestliže vrchol u je králem (každý vrchol je dosažitelný z u po orientované cestě délky nejvýše 2), tvrzení platí. Pokud vrchol u není králem, musí existovat vrchol v , který není dosažitelný z u po orientované cestě délky nejvýše 2 (Obrázek 12.17.). Protože D je orientace kompletního grafu, tak pro každý vrchol w dosažitelný z vrcholu u cestou délky 1 (jedinou hranou) je vrchol w také koncovým vrcholem hrany vw , jinak by vrchol v byl dosažitelný z vrcholu u cestou u, w, v délky 2. Ze stejného důvodu je navíc vrchol u koncovým vrcholem hrany vu . Proto jistě platí $\text{odeg}(v) > \text{odeg}(u)$.

Z Obrázku 12.17. je současně zřejmé, že všechny vrcholy dosažitelné z vrcholu u cestou délky nejvýše 2 jsou dosažitelné stejně dlouhou případně kratší cestou i z vrcholu v . Jestliže nalezený vrchol v je králem, tvrzení platí. Pokud v není králem, označme jej u a najdeme jiný vrchol v s ještě vyšším odchozím stupněm. Protože D je konečný graf, tak nemůžeme do nekonečna nacházet vrcholy s vyšším odchozím stupněm a dříve nebo později najdeme takový vrchol v , který je králem v turnaji D . \square

Otázky:

- Najděte příklad digrafu, který nemá krále.

Obrázek 12.17.: Hledání krále turnaje D .

- Najděte příklad digrafu na alespoň třech vrcholech, který má právě dva krále.
- Najděte příklad digrafu na alespoň třech vrcholech, ve kterém je každý vrchol králem.

Příliš mnoho králů

Je dobré si uvědomit, že koncept krále, tak jak byl zaveden na straně 153, nemá vlastnosti, které bychom od „krále“ čekali. Podle Věty 12.9. víme, že krále budeme umět najít v každém turnaji. Intuitivně bychom čekali, že král bude jaksi výjimečným vrcholem v turnaji a že králů nebude mnoho. Opak je pravdou! Dá se ukázat, že ve většině turnajů bude téměř každý vrchol králem, což samotný pojem krále devaluje.

Vrchol u nazveme *imperátorem* turnaje D , jestliže každý jiný vrchol v turnaje D je dosažitelný z vrcholu u cestou délky 1 (je koncovým vrcholem orientované hrany uv). První vrchol na Obrázku 12.14. vlevo je imperátor, ale například v turnaji na Obrázku 12.12. imperátor neexistuje. Analogicky bychom mohli zavést imperátora digrafu. Pochopitelně, v každém turnaji existuje nejvýše jeden imperátor (proč?).

Tým, který v turnaji porazí všechny ostatní týmy, by bezesporu byl jediným králem turnaje a současně imperátorem. Avšak imperátory v turnajích najdete jen zřídka. Skoro vždy každý tým alespoň jeden zápas prohraje a v turnaji pak žádný imperátor není. Právě proto byl zaveden pojem krále. První užitečné pozorování je, že každý tým, který byl poražen, byl poražen nějakým králem.

Lemma 12.10. *Ke každému vrcholu v s kladným příchozím stupněm najdeme v turnaji D alespoň jednoho takového krále u , že hrana $uv \in A(D)$.*

Důkaz je ponechán jako Cvičení 12.3.5. Následující věta však ukazuje zajímavé pozorování, že turnaj bez imperátora nemůže mít jediného krále.

Věta 12.11. *Vrchol v je jediným králem turnaje D právě tehdy, když v je imperátorem turnaje D .*

Důkaz.

„ \Rightarrow “ První implikaci ukážeme nepřímo. V turnaji D najdeme krále v dle Věty 12.9. Jestliže král v není imperátorem, tak v D existuje alespoň jedna hrana uv . Podle Lemmatu 12.10. najdeme v turnaji D ještě jiného krále.

„ \Leftarrow “ Opačná implikace plyne ihned z definice imperátora a krále. □

Následující tvrzení je zajímavé nejen na první pohled. Pokud v turnaji D není imperátor, tak podle Věty 12.9. sice v D najdeme krále, ale dvojvládí nemůže nikdy nastat! Králů proto musí existovat více než dva.

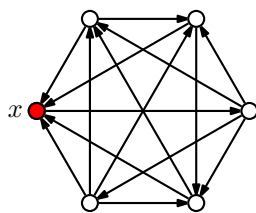
Věta 12.12. *Žádný turnaj nemá právě dva krále.*

Důkaz je ponechán jako Cvičení 12.3.6. Dále ve Cvičení 12.3.7. ukážeme, že v každém turnaji bez imperátora s více než dvěma vrcholy existují alespoň tři králové. Kolik? To závisí na struktuře daného turnaje. A konečně ve Cvičení 12.3.11. pak ukážeme, že libovolný počet králů v turnaji (až na dvě malé výjimky) je možný.

Je dobré si také uvědomit, že král turnaje nemusí nutně odpovídat vrcholu s velkým odchozím stupněm. Například v turnaji na Obrázku 12.18. je vrchol x králem (třebaže ne jediným králem), i když jeho skóre je 1 a ve sportovní terminologii bychom řekli, že uzavírá tabulku.

Naše pozorování můžeme shrnout tak, že ačkoliv zavedení pojmu krále bylo přirozené, nepodařilo se tím najít pěknou charakteristiku „nejlepších“ hráčů turnaje. Vlastnost „býti nejlepší“ není snadno uchopitelná a snad právě proto ani nějaká všeobecně uznávaná charakteristika neexistuje. V řadě soutěží tak zůstává prostor pro diskuze, jak by se pořadí nejlepších týmů změnilo při jiném uspořádání soutěže. Na druhou stranu je tu příležitost pro různé playoff systémy s atraktivními zápasy.

Odkazy:



Obrázek 12.18.: Turnaj D , ve kterém je vrchol x králem a přitom $\text{odeg}(x) = \delta^-(D)$.

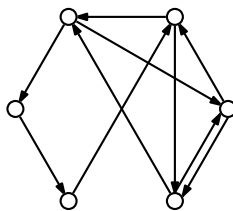
- <http://mathworld.wolfram.com/Tournament.html>
- král a matice sousednosti <http://aix1.uottawa.ca/~jkhoury/graph.htm>
- článek rozebírající omezení pojmu krále <http://www.jstor.org/pss/2689952>

Cvičení

- 12.3.1. Najděte izomorfismus obou turnajů na Obrázku 12.14.
- 12.3.2. Dokažte Větu 12.6.
- 12.3.3. Najděte příklad silně souvislého digrafu, ve kterém neexistuje král.
- 12.3.4. Ukažte, že vyvážený turnaj s n vrcholy existuje právě tehdy, když n je liché.
- 12.3.5. Dokažte Lemma 12.10., že ke každému vrcholu v s kladným příchozím stupněm najdeme v turnaji D alespoň jednoho krále u , že $uv \in A(D)$.
- 12.3.6. Dokažte Větu 12.12., že žádný turnaj nemá právě dva krále.
- 12.3.7. Mějme takový turnaj D , že $\delta^-(D) > 0$ (každý vrchol je koncovým vrcholem nějaké orientované hrany). Ukažte, že turnaj D obsahuje alespoň tři krále.
- 12.3.8. Ukažte, že neexistuje turnaj na čtyřech vrcholech, ve kterém je každý vrchol králem.
- 12.3.9. Pro každé přirozené číslo $n \in \mathbb{N}$, kde $n \neq 2, 4$, najděte příklad turnaje s n vrcholy, ve kterém je každý vrchol králem.
- 12.3.10. Najděte příklad turnaje, ve kterém existuje král x s $\text{odeg}(x) = 1$ a vrchol y s $\text{odeg}(y) > 1$, který není králem.
- 12.3.11. Mějme dvě přirozená čísla $k, n \in \mathbb{N}$, kde $n \geq k$, $k \neq 2$ a neplatí současně $n = k = 4$. Najděte příklad turnaje s n vrcholy, který má právě k králů.
- 12.3.12. Sestavte algoritmus, který v daném turnaji D s n vrcholy najde hamiltonovskou cestu. Složitost algoritmu by měla být nejvýše $O(n^2)$.
- 12.3.13. [♡] Kolik existuje neizomorfních turnajů se třemi vrcholy, kde každý vrchol je králem?
- 12.3.14. Kolik existuje turnajů s právě třemi králi, jestliže rozlišujeme vrcholy?
- 12.3.15. Dokažte nebo vyvráťte následující tvrzení: každý tranzitivní digraf (ne nutně turnaj) je současně acyklický.
- 12.3.16. Ukažte, že orientovaný graf je acyklický právě tehdy, když jeho vrcholy mohou být tak seřazeny, že odpovídající matice sousednosti orientovaného grafu je horní trojúhelníková matice s nulami na hlavní diagonále.
- 12.3.17. Ukažte, že turnaj je acyklický právě tehdy, když má každý vrchol jiný odchozí stupeň.
- 12.3.18. Existuje příklad turnaje, kde králem je vrchol s odchozím stupněm 1 a přitom jiný vrchol s vyšším odchozím stupněm krále není? Pokud ano, najděte jej, pokud ne, dokažte to.

12.4. Orientované eulerovské grafy

Podobně jako v Kapitole 11.1. jsme definovali neorientované eulerovské grafy, můžeme definovat i orientované eulerovské grafy.



Obrázek 12.19.: Orientovaný eulerovský graf.

Definice *Orientovaný (uzavřený nebo otevřený) eulerovský tah* je takový orientovaný tah, který obsahuje všechny vrcholy a orientované hrany daného digrafu. *Orientovaný eulerovský graf* nebo *eulerovský digraf* je takový digraf, ve kterém existuje uzavřený eulerovský orientovaný tah.

Nejprve ukážeme, že i pro digrafy platí analogie Eulerovy věty (Věta 11.1.).

Věta 12.13. *Digraf je eulerovský právě tehdy, když je vyvážený a jeho symetrizace je souvislý graf.*

Důkaz.

„ \Rightarrow “ Orientovaný eulerovský graf D je jistě souvislý a souvislá je proto i jeho symetrizace. Protože každý vrchol digrafu je koncovým vrcholem jedné hrany a počátečním vrcholem následující hrany uzavřeného eulerovského tahu, tak počet příchozích a odchozích hran každého vrcholu je stejný. To znamená, že digraf D je vyvážený.

„ \Leftarrow “ Mějme vyvážený orientovaný graf $D = (V, A)$, jehož symetrizace je souvislý graf. Označme $T = v_0, e_1, v_1, e_2, v_2, \dots, e_k, v_k$ nějaký nejdelší tah v digrafu D , jeho délka je k . Je lehké zdůvodnit, že tah je uzavřený, tj. $v_0 = v_k$, neboť jinak do vrcholu v_k přichází více orientovaných hran tahu T , než z něj odchází, a protože $\text{odeg}(v_k) = \text{ideg}(v_k)$, bylo by možné tah T prodloužit. To by byl spor.

Označme V' množinu všech vrcholů tahu T a A' množinu všech hran tahu T . Sporem ukážeme, že platí $V' = V$ a $A' = A$ a že nalezený tah je eulerovský. Rozlišíme dva případy:

- 1) Jestliže $V' \neq V$, tak v digrafu D jistě najdeme hranu $e = v_i x$, kde $v_i \in V'$ a $x \in (V \setminus V')$, protože digraf D má souvislou symetrizaci. Pak ale tah

$$v_i, e_{i+1}, v_{i+1}, \dots, v_k, e_1, v_1, e_2, v_2, \dots, v_i, e, x$$

je delší tah v digrafu D , než tah T , což je spor.

- 2) Pokud $A' \neq A$, tak zvolme libovolnou hranu $e \in (A' \setminus A)$, kde $e = v_i v_j$. Pak opět dostáváme spor, protože v digrafu D najdeme tah

$$v_i, e_{i+1}, v_{i+1}, \dots, v_k, e_1, v_1, e_2, v_2, \dots, v_i, e, v_j,$$

který je delší než je tah T .

Ukázali jsme, že tah T je uzavřený a obsahuje všechny vrcholy i orientované hrany digrafu D a jedná se proto o eulerovský tah a D je orientovaný eulerovský graf. \square

Otázky:

- Proč je v tvrzení Věty 12.13. požadavek, aby symetrizace digrafu byla souvislá?
- Jak by se změnila vlastnosti orientovaného eulerovského grafu, kdybychom v definici orientovaného eulerovského tahu nepožadovali, aby obsahoval všechny vrcholy?
- Musí být eulerovský digraf silně souvislý?

Eulerovy větu pro orientované grafy (Větu 12.13.) můžeme přeformulovat do následujícího tvrzení. Důkaz je ponechán jako Cvičení 12.4.2.

Důsledek 12.14. *Digraf je eulerovský právě tehdy, když je vyvážený a silně souvislý.*

Cvičení

12.4.1. Ukažte, že pro každý neorientovaný sudý graf (má všechny vrcholy sudého stupně) existuje jeho vyvážená orientace.

12.4.2. Dokažte Větu 12.14., tj. dokažte, že digraf je eulerovský právě tehdy, když je vyvážený a silně souvislý.

12.4.3. Zformulujte a dokažte nutnou a postačující podmínku pro to, aby digraf bylo možno nakreslit jedním otevřeným orientovaným eulerovským tahem.

12.4.4. Ukažte, že vyvážený digraf je slabě souvislý právě tehdy, když je silně souvislý.

12.4.5. Sejf se otvírá digitální klávesnicí, přičemž sejf se otevře při zadání správné posloupnosti bez ohledu na předchozí stisknuté klávesy. Je-li například 1234 heslo otvírající sejf, tak pro otevření můžeme zadat **1234**, nebo **81234** nebo klidně **63825431234**.

K prolomení kódu můžeme postupně zadat všechna čísla od 0000 do 9999. Avšak to bychom museli natukat celkem $4 \cdot 10000 = 40000$ cifer, což by trvalo zbytečně dlouho. Jaký je nejmenší počet cifer, který zajistí prolomení kódu? Jak sestavit příslušnou posloupnost čísel?

12.4.6. Zobecněte a vyřešte úlohu ze Cvičení 12.4.5. i pro n -ciferná čísla s číslicemi $1, 2, \dots, q$.

Rejstřík

Kurzívou jsou v rejstříku označeny stránky, kde najdete definici příslušného pojmu.

- ρ -ohodnocení, [96](#)
- 1-faktor, [85](#)
- 2-faktor, [80](#), [85](#)
- acyklický
 - digraf, [145](#), [150](#)
 - graf, [45](#)
 - turnaj, [151](#)
- algoritmus
 - dobrého vrcholového ($\Delta(G) + 1$)-barvení, [101](#)
 - hladový, [101](#)
 - nalezení hamiltonovské cesty v turnaji, [155](#)
- antiřetězec, [8](#)
- anuloid, [1](#), [126](#), [127](#)
- artiklace, [63](#), [74](#), [74](#), [103](#), [107](#), [135](#)
- asociativita, [24](#)
- asociovaný orientovaný graf, [148](#)
- asymetrický graf, [59](#)
- automat, [142](#)
- automorfismus, [58](#)
- axiomy grupy, [24](#)
- barevná třída, [88](#), [100](#)
- barevně k -kritický graf, [105](#), [107](#)
- barva
 - hrany, [87](#)
 - volná, [89](#)
 - vrcholu, [99](#)
- barvení
 - hranové, [87](#)
 - oblastní, [117](#), [121](#)
 - vrcholové, [99](#)
- bezprostřední následovník, [8](#)
- bicyklický graf, [50](#)
- bijekce, [54](#)
- biklika, [27](#)
- binární
 - operace, [4](#), [12](#), [24](#)
 - operátor, [5](#), [11](#), [11](#)
 - relace, [7](#), [7](#)
- bipartitní graf, [28](#), [51](#), [57](#), [78](#), [81](#), [101](#), [102](#), [106](#), [144](#)
- blok, [69](#), [69](#)
 - koncový, [74](#), [103](#), [120](#)
- blok grafu, [69](#), [69](#), [103](#)
- blokový–artikulační graf, [70](#), [74](#)
- Cayleyho vzorec, [49](#)
- celá čísla
 - interval, [3](#)
- celkový stupeň, [143](#)
- centrum, [42](#)
- cesta, [27](#), [38](#), [102](#)
 - M -alternující, [76](#)
 - M -rozšiřující, [76](#)
 - diametrická, [43](#)
 - hamiltonovská, [141](#)
 - nejdelší, [106](#), [107](#)
 - neorientovaná, [145](#)
 - orientovaná, [145](#)
 - triviální, [27](#), [38](#)
 - uzavřená, [38](#)
 - v grafu, [34](#)
- cesty
 - hranově disjunktní, [70](#), [72](#)
 - interně disjunktní, [70](#), [72](#), [72](#)
 - vrcholově disjunktní, [70](#), [73](#)
- cyklomatické číslo, [52](#)
- cyklus, [27](#), [38](#), [51](#), [53](#), [92](#), [100](#), [100](#)
 - hamiltonovský, [132](#)
 - lichý, [39](#), [51](#), [92](#)
 - neorientovaný, [146](#)
 - orientovaný, [145](#)
 - v grafu, [34](#)
- částečné uspořádání, [8](#)
- číslo
 - cyklomatické, [52](#)
 - klikové, [101](#)
 - průsečíkové, [123](#)
 - přirozené, [2](#)
- číslo nezávislosti
 - hranové, [83](#), [83](#), [90](#), [91](#), [93](#)
 - vrcholové, [82](#), [83](#), [83](#), [90](#), [91](#), [93](#)
- člen, [3](#)
- definiční obor, [11](#), [12](#)
- dělitelnost, [8](#)
- délka
 - cesty, [38](#)
 - sledu, [38](#)
 - tahu, [38](#)
- deorientace digrafu, [147](#)
- De Morganova pravidla, [4](#)
- diagram, [25](#)
 - hasseovský, [8](#)
 - Vennův, [4](#)
- diametr, [43](#)
- diametrická cesta, [43](#)
- digraf, [142](#)
 - acyklický, [145](#), [150](#)
 - deorientace, [147](#)
 - eulerovský, [156](#)
 - izomorfismus, [143](#)
 - jednoduchý, [142](#)
 - jednostranně souvislý, [146](#)

- nesouvislý, 146
- opačný, 150
- posloupnost stupňů, 144
- silně souvislý, 146
- slabě souvislý, 146
- split, 144
- symetrizace, 147
- vyvážený, 143
- Diracova věta, 134
- Dirac G.A., 134
- Dirichletův princip, 14
- disjunkce, 12, 18
- dolní celá část, 24
- domino, 14
- doplněk grafu, 28
- doplněk množiny, 4
- dosažitelnost, 40
- dosažitelný vrchol, 41, 146
- Druhá Petersenova věta, 85
- duální graf, 117
- důkaz
 - indukcí, 21
 - nepřímý, 20
 - přímý, 20
 - sporem, 21
- důkazové techniky, 18
- ekvivalence, 10, 18, 54, 146
 - třída, 10, 54
- Erdős P., 20
- eulerovský
 - digraf, 156
 - graf, 129
 - orientovaný, 156
 - multigraf, 130
 - otevřený tah, 129
 - tah, 86, 129
 - orientovaný, 156
- Eulerův vzorec, 114, 123
- Euler L., 25, 114, 129
- excentricita
 - grafu, 43
 - vrcholu, 42
- exteriér křivky, 110
- faktor, 34, 48, 85, 85
- faktorizace, 93
- funkce, 3
- Goldner–Hararyův graf, 138
- graciózní graf, 95
- graciózní ohodnocení, 95
- graf, 25, 54
 - acyklický, 45
 - asymetrický, 59
 - barevně k -kritický, 105, 107
 - bicyklický, 50
 - bipartitní, 28, 51, 57, 78, 81, 101, 102, 106, 144
 - blok, 69, 69
 - blokový–artikulační, 70, 74
 - doplněk, 28
 - duální, 117
 - eulerovský, 129
 - excentricita, 43
 - faktor, 48
 - Goldner–Hararyův, 138
 - graciózní, 95
 - Grötzschův, 102, 118
 - hamiltonovský, 132
 - hamiltonovsky souvislý, 139
 - Herschelův, 138
 - holení, 47, 47
 - hranově k -chromatický, 88
 - hranově k -obarvitelný, 88
 - hranově tranzitivní, 60
 - hustý, 28, 36, 137
 - hvězda, 28
 - hypohamiltonovský, 139
 - implementace, 35
 - izomorfní, 54
 - jednoduchý, 25, 26, 27, 147
 - k -kritický, 105, 107
 - kompletní, 27, 59, 92, 100
 - kompletní bipartitní, 27, 59, 100
 - kompletní multipartitní, 107
 - kostra, 48
 - kubický, 29, 77, 80, 85, 86
 - lichý, 98, 98
 - mocnina, 141
 - multipartitní, 107, 113
 - nakreslení, 25, 114
 - nesouvislý, 40, 129
 - obecný, 26
 - oblast, 113
 - obvod, 116
 - ohodnocení, 36
 - orientace, 148, 148
 - orientovaný, 26, 142, 142
 - Petersenův, 60, 61, 85, 91, 102, 124, 136, 139, 139
 - planární, 92, 109
 - pokrytí, 80
 - pravidelný, 29, 85, 90, 103, 106
 - regulární, 29
 - rod, 126, 126
 - rovinný, 109
 - rozdělení, 74, 112
 - rozklad, 93, 124
 - řád, 25
 - řídký, 43
 - semi-symetrický, 61
 - se smyčkami, 26
 - silně orientovatelný, 148
 - souvislý, 40, 41, 74, 74, 107, 135

- strnulý, 59, 61
- subdivize, 112
- sudý, 74, 129, 131, 156
- tloušťka, 119, 124
- tripartitní, 139
- triviální, 27, 28, 94
- unicyklický, 50, 68
- uzávěr, 136
- velikost, 25
- vnějškově planární, 119, 121, 121, 121, 121, 122
- vnějškově rovinný, 119
- vnoření, 126, 127
- vrcholově k -chromatický, 100
- vrcholově k -obarvitelný, 100
- vrcholově tranzitivní, 60
- grafová posloupnost, 31
- Grötzschův graf, 102, 118
- grupa, 24
 - permutací, 59, 60
 - triviální, 59
- grupa automorfismů, 59
- grupoid, 24
- grupy
 - axiomy, 24
- had, 38
- Halova věta, 78, 82
- hamiltonovská
 - cesta, 132, 141
 - cesta orientovaná, 152
- hamiltonovský
 - cyklus, 132
 - cyklus orientovaný, 152
 - graf, 132
 - orientovaný cyklus, 152
- hamiltonovsky souvislý graf, 139
- Handshaking problem, 1, 32
- hasseovský diagram, 8
- Herschelův graf, 138
- holení grafu, 47, 47
- homeomorf, 74
- homeomorfní obraz, 74
- horní celá část, 24
- hra
 - podvodní šprouti, 116
 - šprouti, 116, 116
- hrana, 25
 - obarvení, 87
 - odchozí, 143
 - opačná, 142
 - orientovaná, 142
 - pokrytá, 80
 - příchozí, 143
 - rozdělení, 112
 - sudá, 117
- hranová k -souvislost, 65
- hranová souvislost, 65
- hranové k -barvení, 87
- hranové barvení, 87
 - dobré, 87
- hranové číslo nezávislosti, 83, 83, 90, 91, 93
- hranově disjunktní cesty, 70, 72
- hranové pokrytí, 91
- hranově tranzitivní graf, 60
- hranový řez, 63, 67
- hrany
 - nezávislé, 26, 88
 - závislé, 26, 87, 88
- hry na grafech, 116
- hustý graf, 28, 137
- hvězda, 28, 47, 50
- hypergraf, 27
- hyperkrychle, 59, 60, 91, 102
- hypohamiltonovský graf, 139
- hypotéza, 20
 - Vizingova, 92
- chordála, 120, 120
- chromatické číslo, 100, 121
- chromatický index, 88
- Chvátal V., 135
- imperátor
 - digrafu, 154
 - turnaje, 154
- implementace grafů, 35
- implikace, 12, 18
- incidence, 25, 25, 143
- incidenční zobrazení, 26
- indexová množina, 9
- indukce, 21
- indukční krok, 21
- indukovaný podgraf, 34
- interiér křivky, 110
- interně disjunktní cesty, 70, 72, 72
- interní vrcholy, 38
- interval celých čísel, 3
- inverzní prvek, 24
- izolovaný vrchol, 29
- izomorfismus, 50, 54, 93, 118
 - digrafů, 143
- izomorfní grafy, 54
- jedním tahem, 129, 129
- jednoduchý
 - digraf, 142
 - orientovaný graf, 142
- jednoduchý graf, 26, 147
- jednoduchý orientovaný graf, 148
- jednostranně souvislý digraf, 146
- jordanovská křivka, 110
- kartézská mocnina
 - množiny, 5
- kartézský součin

- množin, 5
- k -faktor, 85
- König D., 81, 91
- Kirchhoff G., 48
- k -kritický graf, 105, 107
- klika, 27, 101
 - v grafu, 34
- klikové číslo, 101
- kolo, 77
- kombinace
 - bez opakování, 15
 - s opakováním, 15
- kombinatorické pravidlo součinu, 14
- kombinatorické pravidlo součtu, 13
- kompletní bipartitní graf, 27, 59, 100
- kompletní graf, 27, 59, 92, 100
- kompletní multipartitní graf, 107
- komponenta, 40, 63
 - lichá, 83
- koncový blok, 74, 103, 120
- koncový bod, 109
- koncový vrchol, 25, 38, 142
- Königova věta, 81
- konjunkce, 18
- konjunkce, 12
- kořenový strom, 49
- kostra, 48
- král
 - digrafu, 153
 - turnaje, 153, 154, 155, 155, 155, 155, 155, 155
- kreslit jedním tahem, 129, 129
- kružnice, 27
- křivka, 108
 - exteriér, 110
 - interiér, 110
 - jordanovská, 110
- křížení hran, 108
- k -souvislost
 - hranová, 65
 - vrcholová, 64
- kubický graf, 29, 77, 80, 85, 86
- kvantifikátor, 19

- lemma
 - ušaté, 73
- lemniskáta, 110
- les, 45
- lichá komponenta, 83
- lineární uspořádání, 8
- list, 45, 47
- lízátko, 100
- logické spojky, 18
- Loydova patnáctka, 1

- magma, 24
- matice
 - incidenční, 35
 - sousednosti, 36, 37

- maximální
 - párování, 75
 - prvek, 9
- Mengerovy věty, 72
- metrický prostor, 41
- metrika, 41, 41, 41, 44
- minimální
 - pokrytí, 80
 - prvek, 9
- minimaxová podmínka, 82
- množina, 2
 - barev, 87, 99
 - doplňěk, 4
 - indexová, 9
 - kartézská mocnina, 5
 - mohutnost, 3
 - multimnožina, 2
 - nezávislých hran, 26
 - nezávislých vrcholů, 25
 - obrazů, 11
 - operace, 4, 5
 - otevřená, 110
 - podmnožina, 3
 - potenční, 6
 - prázdná, 2
 - rozklad, 9
 - vzorů, 11
- množiny
 - kartézský součin, 5
 - operace, 12
 - průnik, 4
 - rozdíl, 4
 - sjednocení, 4
 - symetrická diference, 4
 - system, 6
- Möbiův list, 127, 127
- mocnina grafu, 141
- mohutnost množiny, 3
- most, 52, 63, 67, 68, 68, 68, 74
- multigraf, 26, 130
 - sudý, 129
- multimnožina, 2, 15
- multipartitní graf, 107, 113

- nadgraf, 34, 93
- nakreslení grafu, 25, 114
- následovník, 7, 11
- navázání sledů, 39
- negace, 18
- neizomorfní grafy, 54
- nejdelší cesta, 106, 107
- nejmenší
 - pokrytí, 80
 - prvek, 9
- největší
 - párování, 75, 76
 - prvek, 9
- neorientovaná

- cesta, 145
- neorientovaný cyklus, 146
- neporovnatelné prvky, 8
- nepřímý důkaz, 20
- nesouvislý digraf, 146
- nesouvislý graf, 40, 129
- netriviální
 - strom, 45
- neuspořádaná množina, 8
- neutrální prvek, 24
- nezávislá množina
 - maximální, 26
 - největší, 25
 - vrcholů, 25
- nezávislé
 - hrany, 26, 88
 - vrcholy, 25, 143
- nezávislost, 143
- nulární operace, 12
- nutná a postačující podmínka, 46, 51, 55, 76, 78, 83, 130, 132, 136, 138, 150, 157
- nutná podmínka, 19, 55, 94, 135, 136, 136

- oblast
 - grafu, 113
 - roviny, 110
- oblastní barvení, 117, 121
- oblouk, 108
- obměna, 20
- obor
 - definiční, 11
 - hodnot, 11
- obraz, 11, 12
- obsahovat, 34
- obvod grafu, 116, 117
- odebrání
 - hran, 34
 - vrcholu, 34
- odchozí
 - hrana, 143
 - stupeň, 143
- ohodnocení
 - ρ , 96
 - graciózní, 95
- ohodnocený graf, 36
- okolí bodu, 110
- okolí množiny, 78
 - ryzí, 78
- okolí vrcholu, 31, 77
- opačná hrana, 142
- opačný digraf, 150
- operace
 - binární, 4, 12, 24
 - na množině, 4, 5, 12
 - nulární, 12
 - unární, 12
- operátor, 11, 11
 - binární, 5
- Oreho věta, 133, 140
- Ore O., 134
- orientace
 - grafu, 148, 148, 151
 - vyvážená, 143
- orientovaná
 - cesta, 145
 - hamiltonovská cesta, 152
 - hrana, 142
 - smyčka, 142
 - vzdálenost, 147
- orientovaný
 - cyklus, 145, 152
 - eulerovský graf, 156
 - graf, 142, 142
 - asociovaný, 148
 - jednoduchý, 142, 148
 - hamiltonovský cyklus, 152
 - sled, 145
 - tah, 145
- otevřená množina, 110
- otevřený eulerovský tah, 129

- párování, 75, 75, 80, 81, 87, 87
 - maximální, 75
 - největší, 75, 76
 - perfektní, 76
 - úplné, 76, 79, 83, 90
- partita, 27, 51
- patnáctka, 1
- perfektní
 - párování, 76
- Petersenův graf, 60, 61, 85, 91, 102, 124, 136, 139, 139
- planární graf, 92, 109
- platónská tělesa, 44, 139
- počáteční vrchol, 38, 142
- počet komponent, 40
- podgraf, 33, 42, 56, 73, 93
 - digrafu, 143
 - indukovaný, 34
 - nevlastní, 33
 - vlastní, 33
- podmínka
 - minimaxová, 82
 - nutná, 19, 55, 94, 135, 136, 136
 - nutná a postačující, 46, 51, 55, 76, 78, 83, 130, 132, 136, 138, 150, 157
 - postačující, 19, 50, 85, 94, 133, 137
- podmnožina, 3
 - vlastní, 3, 135, 139
- podsled, 39
- podtah, 39
- pokrytí, 81
 - grafu, 80
 - hranové, 91
 - minimální, 80
 - nejmenší, 80

- vrcholové, 82, 91
- polocesta, 145, 146
- poloměr, 43
- Pósa L., 135
- poset, 9
- posloupnost, 3
 - digrafová, 144
 - prázdná, 3
- Pósova věta, 135
- postačující podmínka, 19, 50, 85, 94, 133, 137
- potenční množina, 6, 28
- povykos, 49
- pravdivostní hodnota, 18
- pravidelný graf, 29, 85, 90
- prázdná
 - množina, 2
 - posloupnost, 3
 - suma, 3
- princip
 - Dirichletův, 14
 - inkluze a exkluze, 16, 16
 - nezávislých výběrů, 14
 - sudosti, 30
- problém
 - přiřazovací, 78
- prostor
 - cyklů, 52
- protínání křivek, 110
- průměr grafu, 43
- průměrný stupeň, 30
- průnik množin, 4
- průsečík křivek, 110
- průsečíkové číslo, 123
- prvek, 2, 3
 - inverzní, 24
 - maximální, 9
 - minimální, 9
 - nejmenší, 9
 - největší, 9
 - neutrální, 24
- První Petersenova věta, 85
- předchůdce, 7
- předpoklad, 19
- příchozí
 - hrana, 143
 - stupeň, 143
- přímý důkaz, 20
- přirozená čísla, 2
- přiřazovací problém, 78
- pseudograf, 26
 - sudý, 129
- rádius, 43
- realce, 143
- regulární graf, 29
- relace, 54
 - antisymetrická, 8
 - asymetrická, 8
 - binární, 7, 7
 - částečné uspořádání, 8
 - dělitelnosti, 8
 - dosazitelnosti, 41
 - ekvivalence, 10, 146
 - ireflexivní, 7
 - lineární, 8
 - mezi množinami, 6
 - na množině, 7
 - neporovnatelné prvky, 8
 - reflexivní, 7
 - symetrická, 8
 - tranzitivní, 8
 - úplná, 8
- relační symbol, 7, 11
- restrikce, 12, 55
- rod
 - grafu, 126, 126
 - plochy, 126
- rovina, 108
 - oblast, 110
- rovinný graf, 109
- rozdělení grafu, 74, 112, 122
- rozdělení hrany, 112
- rozdíl množin, 4
- rozklad
 - grafu, 93, 124
 - množiny, 9, 13, 41, 88, 100, 106
- rozvrh, 87
- řád grafu, 25
- řetězec, 8
- řez, 63
 - hranový, 63, 67
 - vrcholový, 63, 67
- řídký graf, 43
- saturované vrcholy, 75
- semi-symetrický graf, 61
- separující množina
 - hran, 67
 - vrcholů, 67
- separující množina vrcholů, 72
- sféra, 125
- silně orientovatelný graf, 148
- silně souvislý digraf, 146
- sjednocení množin, 4
- skladovací problém, 99
- skóre
 - grafu, 31, 153
 - vrcholu, 153
- slabě souvislý digraf, 146
- sled, 38
 - navázání, 39
 - orientovaný, 145
 - triviální, 38
 - uzavřený, 38
- smyčka, 26, 142

- orientovaná, 142
- smyčky, 144
- součet, 3
- součin, 3, 3
- sousední vrcholy, 25
- sousednost, 143
- souvislost, 40, 62
 - hranová, 65
 - silná, 152
 - vrcholová, 64
- souvislý graf, 40, 41, 74, 74, 107, 135
- spárované vrcholy, 75
- split
 - digrafu, 144
- spor, 21, 21, 30
- strnulý graf, 59, 61
- strom, 45, 68, 102, 115
 - kořenový, 49
 - netriviální, 45
 - triviální, 45
- stupeň
 - celkový, 143
 - nejmenší, 29
 - největší, 29
 - odchozí, 143
 - příchozí, 143
 - vnější, 143
 - vnitřní, 143
 - vrcholu, 29, 101, 143
- stupňová posloupnost, 31, 102
- subdivize, 112
- sudá hrana, 117
- sudý graf, 74, 129, 131, 156
- sudý multigraf, 129
- sudý pseudograf, 129
- suma, 3
 - prázdňá, 3
- sumační znaménko, 3
- supergraf, 34
- symbol
 - relace, 11
- symetrická diference, 4, 76
- symetrická grupa, 59, 60
- symetrizace digrafu, 147, 156
- systém množin, 6
- systém reprezentantů, 80

- šachy, 51
- šíp, 142
- šprouti, 116, 116
 - podvodní, 116

- tah, 38, 129
 - eulerovský, 86, 129
 - orientovaný, 156
 - orientovaný, 145
 - otevřený eulerovský, 129
 - uzavřený, 38
- tištěný spoj, 108
- tloušťka grafu, 119, 124
- topologie, 109, 110
- torus, 1, 126, 127
- tranzitivní turnaj, 151
- triangulace, 110
- tripartitní graf, 113, 139
- triviální
 - automorfismus, 59, 60
 - graf, 27, 28, 45, 94
 - strom, 45
- triviální grupa, 59
- trojúhelníková nerovnost, 44
- třída
 - barevná, 88, 100
 - ekvivalence, 10, 54
 - rozkladu, 9
- třída 1, 90, 90, 91, 92, 94
- třída 2, 90, 92, 92
- turnaj, 150
 - acyklický, 151
 - tranzitivní, 151
- Tutteova věta, 83
- tvrzení, 19

- ucho, 73, 73
- unární operace, 12
- unicyklický graf, 50, 68
- univerzum, 4

- úplně neuspořádaná množina, 8
- úplné párování, 76, 79, 83, 90

- uspořádání
 - abecední, 8
 - antiřetězec, 8
 - částečné, 8
 - lexikografické, 8, 11
 - lineární, 8
 - řetězec, 8
- ušaté lemma, 73
- uzávěr grafu, 136
- uzavřená
 - cesta, 38
 - jordanovská křivka, 110
- uzavřený
 - sled, 38
 - tah, 38

- variace
 - bez opakování, 15
 - s opakováním, 14
- velikost grafu, 25
- Vennův diagram, 4
- věta
 - Brooksova, 103
 - Cayleyho vzorec, 49
 - Diracova, 134

- Eulerův vzorec, 114
- Grötzschova, 118
- Hallova, 78, 82
- Havla–Hakimiho, 31, 144
- Königova, 81
- Kuratowského, 113
- Mengerova, 72
- Oreho, 133, 140
- o čtyřech barvách, 118, 119
- o jordanovských křivkách, 111
- Petersenova druhá, 85
- Petersenova první, 85
- Pósova, 135
- princip sudosti, 30
- Tutteova, 83
- Vizingova, 89
- Vizingova hypotéza, 92
- vlastní podmnožina, 3, 135, 139
- vnějšek křivky, 110
- vnější stupeň, 143
- vnějškově planární graf, 119, 121, 121, 121, 121, 122
- vnějškově rovinný graf, 119
- vnitřek křivky, 110
- vnitřní stupeň, 143
- vnitřní vrcholy, 38
- vnoření grafu, 126, 127, 128
- volná barva, 89
- vrchol, 25
 - M -nesaturovaný, 76
 - M -saturovaný, 76
 - dosažitelný, 40, 41, 146
 - interní, 38
 - izolovaný, 29
 - koncový, 25, 38, 142
 - obarvení, 99
 - počáteční, 38, 142
 - stupeň, 143
 - vnitřní, 38
 - výchozí, 142
- vrcholová k -souvislost, 64
- vrcholová souvislost, 64
- vrcholové k -barvení, 99
- vrcholové barvení, 99
 - dobré, 99
 - optimální, 101
- vrcholové číslo nezávislosti, 82, 83, 83, 90, 91, 93
- vrcholově disjunktní cesty, 70
- vrcholové pokrytí, 82, 91
- vrcholově tranzitivní graf, 60, 60
- vrcholový řez, 63, 67
- vrcholy
 - nesousední, 25
 - saturované, 75
 - sousední, 25
 - spárované, 75
 - vzájemně dosažitelné, 146
 - závislé, 25
- výběr, 13
 - bez opakování, 13
 - neuspořádaný, 13
 - s opakováním, 13
 - uspořádaný, 13
- výchozí bod, 109
- výchozí vrchol, 142
- výrok, 18
- výstřednost, 42
- vyvážená orientace, 143
- vyvážený digraf, 143
- vzájemně dosažitelné vrcholy, 146
- vzdálenost, 41
 - orientovaná, 147
- vzor, 11, 12
- základ indukce, 21
- závislé
 - hrany, 26, 87, 88
 - vrcholy, 25
- zobrazení, 108, 110
 - incidenční, 26
 - množiny, 11
 - obraz, 12
 - vzor, 12
 - z množiny, 11

Literatura

- [F] D. Fronček, Úvod do teorie grafů, Slezská univerzita Opava, (1999), ISBN 80-7248-044-8.
- [G] J.A. Gallian, Contemporary Abstract Algebra, Houghton Mifflin Company, Boston MA (2002), ISBN 0-618-12214-1.
- [HKS] J. Herman, R. Kučera, J. Šimša, metody řešení matematických úloh I a II, Masarykova univerzita Brno, (1996 a 2004), ISBN 80-210-1202-1 a ISBN 80-210-3528-5.
- [A] P. Kovář, Algebra, učební text VŠB-TUO, (2022), on line http://home1.vsb.cz/~kov16/files/skriptum_algebra_rozsirene.pdf.
- [LR] C.C. Lindner, C.A. Rodger, Design Theory, CRC Press, Boca Raton FL, (1997), ISBN 0-8493-3986-3.
- [MN] J. Matoušek, J. Nešetřil, Kapitoly z diskrétní matematiky, Karolinum Praha, (2000), ISBN 80-246-0084-6.
- [R] K.H. Rosen, Discrete Mathematics and Its Applications – 6th ed., McGraw-Hill, New York NY, (2007), ISBN-10 0-07-288008-2.
- [T] A. Tucker, Applied Combinatorics – 3rd ed., John Wiley & Sons, (1995), ISBN-10 0-471-59504-7.
- [S] I. Stewart, Jak rozkrájet dort, Dokořán, (2009), ISBN-987-80-7362-187-1.
- [W] D.B. West, Introduction to graph theory – 2nd ed., Prentice-Hall, Upper Saddle River NJ, (2001), ISBN 0-13-014400-2.

Přehled použitých symbolů

$A(G)$	matice sousednosti grafu G (str. 36)	$\delta^-(G)$	nejmenší příchozí stupeň v G (str. 144)
$\text{Aut}(G)$	grupa automorfismů grafu G (str. 59)	$\Delta(G)$	největší stupeň v grafu G (str. 29)
$B(G)$	incidenční matice grafu G (str. 35)	$\Delta^+(G)$	největší odchozí stupeň v G (str. 144)
$\text{Blok}(G)$	blokový-artikulační graf G (str. 70)	$\Delta^-(G)$	největší příchozí stupeň v G (str. 144)
$c(G)$	klikové číslo grafu G (str. 101)	$\theta(G)$	tloušťka grafu G (str. 124)
$C(G)$	uzávěr grafu G (str. 136)	$\kappa(G)$	vrcholová souvislost grafu G (str. 64)
$D(G)$	orientace grafu G (str. 148)	$\kappa'(G)$	hranová souvislost grafu G (str. 65)
$\deg(v)$	stupeň vrcholu v v grafu (str. 29)	$\nu(G)$	průsečkové číslo grafu G (str. 123)
$\text{diam}(G)$	průměr grafu G (str. 43)	$\mu(G)$	cyklomatické číslo grafu G (str. 52)
$\text{dist}(u, v)$	vzdálenost vrcholů u a v v grafu (str. 41)	$\chi(G)$	chromatické číslo grafu G (str. 100)
$\text{ecc}(v)$	excentricita vrcholu v v grafu (str. 42)	$\chi'(G)$	chromatický index grafu G (str. 88)
$\text{ext } J$	exteriér křivky J (str. 110)	$\omega(G)$	počet komponent grafu G (str. 40)
$E(G)$	množina hran grafu G (str. 25)	G^n	n -tá mocnina grafu G (str. 141)
\bar{G}, \bar{A}	doplněk grafu G (str. 28) nebo doplněk množiny A (str. 4)	$G \simeq H$	izomorfní grafy G a H (str. 54)
G^*	duální graf grafu G (str. 117)	$G - v$	graf G bez odebraného vrcholu v (str. 30)
$h(G)$	počet hran grafu G (str. 30)	$G + uv$	graf G s přidanou hranou uv (str. 73)
$\text{int } J$	interiér křivky J (str. 110)	$G - uv$	graf G bez odebrané hrany uv (str. 33)
$k(n)$	počet stromů s n vrcholy (str. 49)	$\prod_{i=1}^n a_i$	součin prvků posloupnosti $(a_i)_{i=1}^n$ (str. 3)
M^*	největší párování grafu (str. 76)	$\sum_{i=1}^n a_i$	součet prvků posloupnosti $(a_i)_{i=1}^n$ (str. 3)
$N_G(v)$	okolí vrcholu v v grafu G (str. 31)	\emptyset	prázdná množina (str. 2)
$N_G(S)$	okolí množiny S vrcholů v G (str. 78)	2^X	potenční množina množiny X (str. 6)
$o(G)$	počet oblastí grafu G (str. 114)	$x \in A$	prvek x množiny A (str. 2)
Q^*	nejmenší vrcholové pokrytí grafu (str. 81)	$A \subseteq B$	podmnožina A množiny B (str. 3)
$\text{rad}(G)$	poloměr grafu G (str. 43)	$A \subset B$	vlastní podmnožina A množiny B (str. 3)
$\text{sym}(D)$	symetrizace digrafu D (str. 147)	$A \cap B$	průnik množin A a B (str. 4)
$U(D)$	deorientace digrafu D (str. 147)	$A \cup B$	sjednocení množin A a B (str. 4)
$V(G)$	množina vrcholů grafu G (str. 25)	$A \setminus B$	rozdíl množin A a B (str. 4)
$v(G)$	počet vrcholů grafu G (str. 30)	$A \triangle B$	symetrická diference množin A a B (str. 4)
$\alpha(G)$	vrcholové číslo nezávislosti grafu G (str. 90)	$A \times B$	kartézský součin množin A a B (str. 5)
$\alpha'(G)$	hranové číslo nezávislosti grafu G (str. 90)	\leq	relace částečného uspořádání (str. 8)
$\gamma(G)$	rod grafu G (str. 126)	\simeq	relace ekvivalence (str. 10)
$\delta(G)$	nejmenší stupeň v grafu G (str. 29)	$A \wedge B$	logická konjunkce („ A a současně B “)
$\delta^+(G)$	nejmenší odchozí stupeň v G (str. 144)	$A \vee B$	logická disjunkce („ A nebo B “)
		$A \Rightarrow B$	implikace („jestliže platí A , tak platí B “)
		$A \Leftrightarrow B$	ekvivalence („ A platí právě, když B “)

Třídy grafů

C_n	cyklus s n vrcholy (str. 27)
P_n	cesta s n vrcholy (str. 27)
K_n	kompletní graf s n vrcholy (str. 27)
$K_{m,n}$	kompletní bipartitní graf s $m + n$ vrcholy (str. 28)