

České vysoké učení technické v Praze  
Fakulta elektrotechnická

# Sbírka teorie a příkladů

Teorie grafů

Jakub Adamec  
Praha, 2025



# Obsah

	Strana
<b>1 Neorientované grafy</b>	<b>2</b>
1.1 Základní pojmy a definice . . . . .	2
1.1.1 Základní typy grafů . . . . .	2
1.1.2 Sled, tah, cesta . . . . .	2
1.1.3 Kružnice a cyklus . . . . .	2
1.1.4 Stupně vrcholů . . . . .	3
1.2 Skóre . . . . .	3
1.3 Hledání grafu ke skóre . . . . .	4
1.4 Příklad hledání grafu pro skóre . . . . .	5
1.5 Další pojmy založené na stupních vrcholů . . . . .	5
1.6 Tvrzení o podgrafech . . . . .	5
1.7 Souislý graf . . . . .	6
1.8 Pojmy založené na vzdálenosti . . . . .	6
1.8.1 Vzdálenost . . . . .	6
1.8.2 Průměr . . . . .	6
1.8.3 Excentricita . . . . .	6
1.8.4 Centrum . . . . .	6
1.8.5 Poloměr . . . . .	7
<b>2 Souvislé grafy</b>	<b>8</b>
2.1 $k$ -souvislost . . . . .	8
2.2 Souvislost v grafu . . . . .	8
2.3 Vrcholový řez . . . . .	8
2.4 Vztah neúplnosti a vrcholového řezu . . . . .	8
2.5 Věta o vztahu podgrafu a souvislosti . . . . .	8
2.5.1 Pomocné lemma 1 . . . . .	9
2.5.2 Pomocné lemma 2 . . . . .	9
2.6 Artikulace . . . . .	11
2.7 Operace nad 2-souvislými grafy . . . . .	11
2.8 Tvrzení o 2-souvislých grafech a kružnicích . . . . .	11
2.9 Věta o vrcholech na společné kružnici . . . . .	11
2.10 Tvrzení o 2-souvislých grafech a % operaci . . . . .	12
2.11 Algoritmus sestrojení 2-souvislého grafu . . . . .	13

2.12	Příklad sestrojení 2-souvislého grafu . . . . .	13
2.13	Komponenty 2-souvislosti - blok . . . . .	14
<b>3</b>	<b>Hranově souvislé grafy</b>	<b>15</b>
3.1	Hranový řez . . . . .	15
3.2	Hranová souvislost . . . . .	15
3.3	Most . . . . .	15
3.4	Souvislost krajních vrcholů a mostů . . . . .	15
3.5	Základní vlastnosti hranově souvislých grafů . . . . .	15
3.6	Tvrzení o hranové a vrcholové souvislosti . . . . .	15
<b>4</b>	<b>Extremální teorie</b>	<b>16</b>
4.1	Věta o souvislosti vrcholů a hran (Mantel) . . . . .	16
4.2	Věta o souvislosti hran a úplném grafu . . . . .	16
4.3	Turánovy grafy . . . . .	17
4.4	Tvrzení počtu hran a Turánově grafu . . . . .	17
<b>5</b>	<b>Orientované grafy</b>	<b>19</b>
5.1	Minimálně silně souvislý graf . . . . .	19
5.2	Věta o minimálně silně souvislém grafu a jeho vrcholech . . . . .	19
5.3	Algoritmus pro nalezení topologického očíslování . . . . .	19
5.4	Tranzitivní uzávěr . . . . .	20
5.5	Reflexivní a tranzitivní uzávěr . . . . .	20
5.6	Tranzitivní redukce . . . . .	20
5.7	Souvislost acyklických grafů a tranzitivní redukce . . . . .	20
<b>6</b>	<b>Hamiltonovské grafy</b>	<b>21</b>
6.1	Cesta, kružnice, cyklus . . . . .	21
6.2	(Ne)orientovaný graf . . . . .	21
6.3	Chvátalova věta o Hamiltonovském grafu . . . . .	21
6.4	Věta o skóre grafu a hamiltonovské kružnici . . . . .	22
6.5	Turnaj . . . . .	22
6.6	Vztah hamiltonovských cyklů a silné souvislosti . . . . .	22
<b>7</b>	<b>Toky v sítích</b>	<b>23</b>
7.1	Sít . . . . .	23
7.2	Omezení toku . . . . .	23
7.3	Tok v síti . . . . .	23

7.4	Různé vlastnosti sítí a toků . . . . .	23
7.5	Řez oddělující zdroj od spotřebiče . . . . .	23
7.6	Tvrzení o tocích a řezech . . . . .	24
7.7	Tvrzení o přípustných tocích a řezech . . . . .	24
7.8	Zlepšující cesta vůči toku $f$ . . . . .	24
7.9	Změna toku $f$ . . . . .	24
7.10	Změna toku podle zlepšující cesty je přípustný tok . . . . .	24
7.11	Značkovací procedura . . . . .	24
7.12	Tvrzení o výsledku značkovací procedury . . . . .	25
7.13	Věta o přípustném toku a maximálním přípustném toku . . . . .	25
7.14	Přírůstková síť vzhledem k toku . . . . .	25
7.15	Vrstvená síť . . . . .	25
7.16	Cirkulace . . . . .	26
7.17	Řez, kapacita řezu . . . . .	26
7.18	Souvislost přípustné cirkulace a řezu . . . . .	26
<b>8</b>	<b>Párování</b> . . . . .	<b>27</b>
8.1	Definice . . . . .	27
8.2	Vrchol nasycený a volný v párování . . . . .	27
8.3	Perfektní párování . . . . .	27
8.4	Maximální párování . . . . .	27
8.5	Střídavá cesta vůči párování $P$ . . . . .	27
8.6	Zlepšující cesta vůči párování $P$ . . . . .	28
8.7	Tvrzení o střídavé cestě . . . . .	28
8.8	Věta o vrcholově disjunktních zlepšujících cestách . . . . .	28
8.9	Souvislost perfektního párování a počtu komponent . . . . .	28
8.10	Párování v bipartitních grafech . . . . .	29
8.11	Věta o maximálním párování . . . . .	29

# Úvod

Tento text není psán jako učebnice, nýbrž jako soubor řešených příkladů, u kterých je vždy uveden celý korektní postup a případné poznámky řešitelů, které často nebývají formální, a tedy by neměly být používány při oficálním řešení problémů, například při zkoušce. Jedná se pouze o pokus předat probíranou látku z různých úhlů pohledu, pokud by korektní matematický nebyl dostatečně výřečný.

Autor velmi ocení, pokud čtenáři zašlou své podněty, úpravy anebo připomínky k textu. Budu rád za všechnu konstruktivní kritiku a nápady na změny. Dejte mi také prosím vědět, pokud v textu objevíte překlepy, chyby a jiné.

Errata a aktuální verze textu bude na stránce <https://github.com/knedl1k/XP01TGR>.

**Poděkování.** Rád bych poděkoval profesorce Marii Demlové nejen za zadání, okolo kterých je postavena celá sbírka, ale také za celý předmět Teorie grafů.

Text je vysázen makrem L<sup>A</sup>T<sub>E</sub>X Leslieho Lamporta s využitím balíků `hyperref` Sebastiana Rahtze a Heiko Oberdiek. Grafy byly nakresleny pomocí maker `TikZ` Tilli Tantaua.

## Stručné informace o textu

Všechny růžové texty jsou zároveň hypertextové odkazy.

U každého příkladu je pro ušetření místa a zpřehlednění sbírky řešení jednotlivých příkladů ihned pod zadáním.

# 1 Neorientované grafy

## 1.1 Základní pojmy a definice

Graf je soubor vrcholů, hran a vztahů incidence. Zapíšeme jako  $G = (V, E, \varepsilon)$ , kde  $V$  je neprázdná množina vrcholů,  $E$  množina hran a  $\varepsilon$  říká „co hrany představují“, respektive

$$\varepsilon : E \rightarrow \{\{u, v\} \mid u, v \in V\}. \quad (1.1)$$

Jestliže pro dvě hrany  $e_1, e_2 \in E$  platí, že  $\varepsilon(e_1) = \varepsilon(e_2)$ , pak se hrany  $e_1, e_2$  nazývají *paralelní*. Pokud graf nemá paralelní hrany, nazýváme jej *prostý*. V takovém případě také stačí chápout graf jako dvojici  $G = (V, E)$ , kde hrany jsou neprázdné maximálně dvouprvkové podmnožiny  $V$ .

*Smyčkou* nazveme takovou hranu, která je  $e \in E$  a pro  $\varepsilon(e) = \{u, v\}$  platí  $u = v$ .

$\mathcal{S} \dots$  je množina všech neorientovaných prostých grafů bez smyček.

### 1.1.1 Základní typy grafů

Rozlišujeme 2 základní typy grafů, orientované a neorientované.

- (a) Orientovaný graf:  $\varepsilon : E \rightarrow \{(u, v) \mid u, v \in V\}; u \in P_V(\varepsilon), v \in K_V(\varepsilon)$
- (b) Neorientovaný graf:  $\varepsilon : E \rightarrow \{(u, v) \mid u, v \in V\}; u, v$  jsou krajiní vrcholy  $\varepsilon$

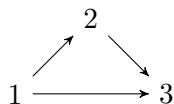
### 1.1.2 Sled, tah, cesta

- (a) Sled je taková posloupnost, která začíná a končí vrcholem a kde po každém vrcholu následuje hrana, tedy  $v_1, e_1, v_2, e_2, \dots, v_k$ .  
V orientovaném případě vždy platí  $P_V(e_1) = v_i, K_V(e_i) = v_{i+1}$ . Neorientovaný pouze říká, že  $v_i$  a  $v_{i+1}$  jsou krajiní vrcholy.
- (b) Tah je sled, ve kterém se nesmí opakovat hrany.
- (c) Cesta je sled, ve kterém se nesmí opakovat vrcholy, s výjimkou počátečního, ve kterém cesta může končit.

### 1.1.3 Kružnice a cyklus

*Kružnice* je uzavřená neorientovaná cesta v grafu, *cyklus* uzavřená orientovaná cesta.

Příklad kružnice:

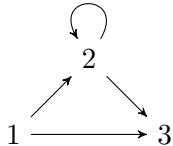


#### 1.1.4 Stupně vrcholů

Pokud  $G = (V, E, \varepsilon)$ , pak

- vstupní stupeň v  $d^-(v) = \|\{e \mid K_V(e) = v\}\|$
- výstupní stupeň v  $d^+(v) = \|\{e \mid P_V(e) = V\}\|$
- stupeň v  $d(v) = d^-(v) + d^+(v)$

Příklad



$$\begin{aligned}d^-(2) &= 2 \\d^+(2) &= 3 \\d(2) &= 5\end{aligned}$$

Pro  $G = (V, E)$  je pouze  $d(v) = \|\{e \mid v \text{ je krajní vrchol } e, \text{ smyčku počítáme } 2 \times\}\|$ .

Z toho máme důsledek

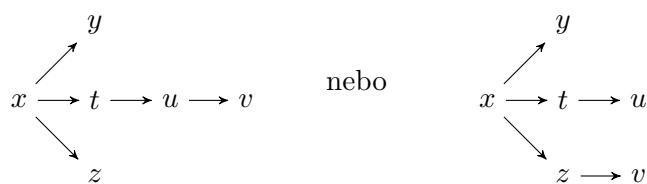
$$\sum_{v \in V} d(v) = 2\|E\| \quad (1.2)$$

Tedy každý graf má sudý počet vrcholů lichého stupně.

#### 1.2 Skóre

Skóre grafu ( $G \in \mathcal{S}$ ) je  $D = (d_1, d_2, \dots, d_n)$ , kde  $d_i$  je stupeň vrcholu  $v_i$ .  
 $\begin{matrix} G = (V, E) \\ \|V\| = d \end{matrix}$

Mějme příklad skóre  $(1,1,1,2,2,3)$ . Jak by mohl vypadat graf s takovým skórem?



Jak vidíme, skóre jednoznačně neurčuje graf. Můžeme ze skóre ale říct, jestli je takové skóre validním skórem nějakého grafu?

### 1.3 Hledání grafu ke skóre

Máme  $D = (d_1, d_2, \dots, d_n)$ ,  $d_1 \leq d_2 \leq \dots \leq d_n$ .

Pak  $D$  je skóre některého grafu  $G = (V, E)$  právě tehdy, když  $D' = (d'_1, \dots, d'_{n-1})$  definovaná tak, že

$$d_i = \begin{cases} d_i & \text{pokud } i < n - d_n \\ d_i - 1 & \text{pokud } i \geq n - d_n \end{cases} \quad (1.3)$$

je skóre nějakého  $G' \in \mathcal{S}$ .

DŮKAZ.

„ $\Leftarrow$ “: Existuje  $G'$  pro  $D'$ .  $G$  vytvoříme tak, že k  $G'$  přidáme vrchol  $v_n$  a spojíme se všemi vrcholy  $v_{n-d_n}, v_{n-d_1+1}, \dots, v_{n-1}$ . Pak  $G$  má skóre  $D$ . ■

„ $\Rightarrow$ “: Máme  $G$  s  $D = (d_1, d_2, \dots, d_n)$ , kde  $d_1$  je stupeň  $v_1$ ,  $d_2$  je stupeň  $v_2$  a tak dále.

Mějme  $\mathcal{G} = \{G \mid G \text{ má } D\} \neq \emptyset$ .

Cíl: Chceme dokázat, že mezi všemi grafy  $\mathcal{G}$  existuje jeden, který má vlastnost, že poslední vrchol je spojen hranami s  $d_n$  předcházejícími vrcholy.

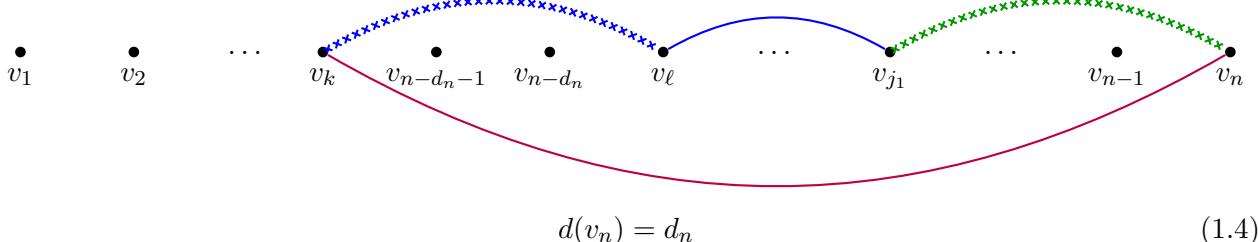
$\forall G \in \mathcal{G}$  mějme  $j_G$ , což bude největší index vrcholu, tak že  $\{v_{j_G}, v_n\} \notin E$ , tedy není mezi nimi hrana. To znamená, že pro ideální  $G$  chceme docílit  $j_G = n - d_n - 1$ .

Jako  $G_1$  označíme ten  $G_1 \in \mathcal{G}$ , že  $j_{G_1}$  je nejmenší. (Může být  $j_{G_1}$  menší jak  $n - d_n - 1$ ? Ne.  $v_n$  má stupeň  $d_n$ , a kdyby bylo  $j_{G_1}$  menší, tak by bylo vrcholů více, tzn. ne všechny by měly hranu s  $v_n$ .)

Označme  $j_1 = j_{G_1}$ .

Víme  $j_1 \geq n - d_n - 1$ . Ted nás ale zajímá, jestli  $j_1 = n - d_n - 1$ . Dokažme sporem.

Kdyby  $j_1 > n - d_n - 1$ , tak



$$d(v_n) = d_n \quad (1.4)$$

Protože mezi  $d_n$  předcházejícími vrcholy je nějaký, který není spojen hranou s  $v_n$ , v našem případě  $v_{j_1}$ , nutně to znamená, že  $v_n$  musí mít hranu s nějakým vrcholem, řekněme  $v_k$ , který má ještě nižší index.

$$d(v_k) \leq d(v_{j_1}) \quad (1.5)$$

$v_k$  je v pořadí dříve, než  $v_{j_1}$ , tudíž musí mít nutně menší roven stupeň. To ale nutně znamená, že  $v_{j_1}$  musí být spojen s alespoň jedním vrcholem, označme si ho  $v_\ell$ , se kterým není spojen  $v_k$ , protože  $v_k$  je spojen s  $v_n$ , zatímco  $v_{j_1}$  není.

Vytvořme

$$G_0 = (V_0, E_0)$$

$$V_0 = V_1 = V$$

$$E_0 = (E_1 \setminus \{\{v_n, v_k\}, \{v_\ell, v_{j_1}\}\}) \cup \{\{v_k, v_\ell\}, \{v_n, v_{j_1}\}\}$$

$G_0$  má skóre  $D$  a zároveň  $j_{G_0} < j_1$ . To ale znamená, že  $G_1$  nebyl graf s nejmenším  $j_G$ , což je spor. A proto nejmenší  $j_G$  je  $j_{G_0} = n - d_n - 1$ .

Ověřili jsme, že takový graf určitě existuje, takže  $G'$  dostaneme z  $G_0$  odstraněním  $v_n$ .  $G'$  pak má skóre  $D'$ . ■

## 1.4 Příklad hledání grafu pro skóre

Mějme  $D = (1, 1, 2, 3, 3)$ ;  $n = 5, d_n = 3; n - d_n = 2$ .

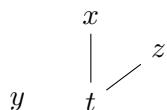
$$D_1 = (1, 0, 1, 2) \xrightarrow{\text{uspo.}} (0, 1, 1, 2); n_1 = 4, d_{n_1} = 2; n_1 - d_{n_1} = 2.$$

$D_2 = (0, 0, 0) \dots$  tento graf je určitě existuje, jedná se o diskrétní graf.

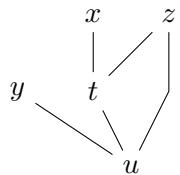
Kresleme postupně, začněme u  $D_2$ .

$x \quad y \quad z$

Pak přidejme vrchol a hrany tak, aby skóre odpovídalo  $D_1$ .



A nakonec tak, aby odpovídalo  $D$ .



## 1.5 Další pojmy založené na stupních vrcholů

Je dán neorientovaný prostý graf bez smyček. Pak definujme

- $\delta(G) = \min \{d(v) \mid v \in V\}$  je minimální stupeň grafu G.
- $\Delta(G) = \max \{d(v) \mid v \in V\}$  je maximální stupeň grafu G.
- $d(G) = \frac{2|E|}{|V|} = \frac{\sum_{v \in V} d(v)}{|V|}$  je průměrný stupeň grafu G.
- $\varepsilon(G) = \frac{|E|}{|V|} = \frac{1}{2}d(G)$  je poměr počtu hran ku počtu vrcholů.

Označme  $n = |V|$  a  $m = |E|$ . Pak  $d(G) = \frac{2m}{n}$  a  $\varepsilon(G) = \frac{m}{n}$ .

Zřejmě platí  $\delta(G) \leq d(G) \leq \Delta(G)$ .

## 1.6 Tvrzení o podgrafech

Pro každý  $G \in \mathcal{S}$  s  $|E| \geq 1$  existuje podgraf  $H$  takový, že  $\delta(H) > \varepsilon(H) \geq \varepsilon(G)$ .

DŮKAZ. Máme dvě situace

1. Buď  $\delta(G) > \varepsilon(G)$ , pak  $H = G$ .
2. Nebo  $\delta(G) \leq \varepsilon(G)$ , tj.  $v_1 \in V, d(v_1) = \delta(G) \leq \frac{m}{n}$ .

Dokažme tedy ještě platnost pro 2.

Označme  $G_1 := G \setminus v_1$ . A tedy  $m_1 = m - \delta(G)$  a  $n_1 = n - 1$ .

$$\text{Chceme } \underbrace{\frac{m_1}{n_1}}_{\varepsilon(G_1)} \geq \underbrace{\frac{m}{n}}_{\varepsilon(G)}.$$

$$\frac{m_1}{n_1} - \frac{m}{n} = \frac{m - \delta(G)}{n - 1} - \frac{m}{n} = \frac{nm - n\delta(G) - nm + m}{(n - 1)n} = \frac{m - n\delta(G)}{(n - 1)n}, \delta(G) \leq \frac{m}{n}, m \geq n\delta(G) \quad (1.6)$$

A tedy

$$m - n\delta(G) \geq 0 \quad (1.7)$$

$$n(n - 1) \geq 0 \quad (1.8)$$

Což dává

$$m \geq n\delta(G), \text{ tj. } \varepsilon(G_1) \geq \varepsilon(G) \quad (1.9)$$

Algoritmus dále pokračuje:

$$\text{Pokud } \begin{cases} \delta(G_1) > \varepsilon(G_1), & \text{tak } H := G_1, \\ \delta(G_1) \leq \varepsilon(G_1), & \text{tak } v_2 \in V \setminus \{v_1\}, d_{G_1}(v_2) = \delta(G_1). \end{cases} \quad (1.10)$$

A tedy  $G_2 := G_1 \setminus v_2$ ,  $\varepsilon(G_2) \geq \varepsilon(G_1)$ . A takto postupně dále. Algoritmus končí a nikdy nedostaneme prázdný graf, díky předpokladu, že  $G$  mělo alespoň jednu hranu, tedy  $\varepsilon(G) > 0$ . ■

## 1.7 Souvislý graf

Graf nazýváme souvislým, jestliže každé jeho dva vrcholy jsou spojeny neorientovanou cestou.

## 1.8 Pojmy založené na vzdálenosti

### 1.8.1 Vzdálenost

Mějme  $G \in \mathcal{S}$ ,  $G = (V, E)$ ,  $x, y \in V$ . Vzdálenost  $x, y$  je  $d_G(x, y)$ , což značí počet hran v nejméně početné cestě z  $x$  do  $y$ , když existuje cesta. Jinak  $d_G(x, y) = \infty$ .

### 1.8.2 Průměr

Ať  $G$  je souvislý. Průměr  $G$  je  $\text{diam}(G) = \max \{d_G(x, y) \mid x, y \in V\}$ .

### 1.8.3 Excentricita

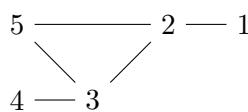
Ať  $G$  je souvislý. Excentricita vrcholu  $v \in V$  je  $\text{ex}(V) = \max \{d_G(v, x) \mid x \in V\}$ .

### 1.8.4 Centrum

Ať  $v \in V$  je centrální  $\rightarrow \text{ex}(v)$  je nejmenší mezi  $\text{ex}(x), x \in V$ . Centrum (staře *střed*) grafu je  $C(G) = \{v \mid v \text{ je centrální}\}$ .

Uvedme si příklad.

Zde  $C(G) = \{2, 3, 5\}$ .



### 1.8.5 Poloměr

Poloměr  $G$  je  $\text{rad}(G) = \text{ex}(v), v \in C(G)$ .

Platí  $\text{rad}(G) \leq \underbrace{\text{diam}(G)}_{\star} \leq 2 \text{ rad}(G)$ .

Zdůvodnění  $\star$ . Chceme  $d_G(x, y) \leq 2 \text{ rad}(G) \forall x, y \in V$ .

$$x \xrightarrow{P_1} v \xrightarrow{P_2} y$$

$P_1, P_2$  sled z  $x$  do  $y$  o  $\leq 2 \text{ rad}(G)$ .

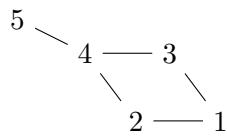
$P_1, P_2$  obsahuje cestu  $P$  z  $x$  do  $y$  o  $\leq P_1, P_2 \leq 2 \text{ rad}(G)$ .

## 2 Souvislé grafy

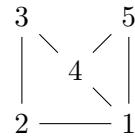
### 2.1 $k$ -souvislost

$G = (V, E) \in \mathcal{S}$ . Řekněme, že  $G$  je  $k$ -souvislý, pokud  $|V| > k$  a pro každou  $X \subseteq V$ ,  $|X| = k - 1$  je  $G \setminus X$  souvislý.

Máme



Je souvislý, ale ne 2-souvislý.



Je 2-souvislý.

Každý graf je 0-souvislý, i nesouvislý graf je 0-souvislý.

1-souvislý je každý souvislý graf.

### 2.2 Souvislost v grafu

Souvislost v grafu  $G$  je největší  $k$  takové, že  $G$  je  $k$ -souvislý. Značíme  $\kappa(G)$ .  
Úplný graf má  $\kappa(G) = |V| - 1$ .

### 2.3 Vrcholový řez

Vrcholový řez grafu  $G \in \mathcal{S}$  je množina vrcholů  $X \subsetneq V$ , že  $G \setminus X$  je nesouvislý.

### 2.4 Vztah neúplnosti a vrcholového řezu

Je-li  $G \in S$ ,  $G$  není úplný, pak  $\kappa(G) = k$  právě tehdy, když nemá vrcholový řez o  $k - 1$  vrcholech a má vrcholový řez o  $k$  vrcholech.

### 2.5 Věta o vztahu podgrafu a souvislosti

Máme  $G \in \mathcal{S}$ ,  $G = (V, E)$ , splňující  $d(G) \geq 4k$ . Pak  $G$  obsahuje podgraf, který je  $k$ -souvislý.

DŮKAZ.

- Pro  $k = 0$  triviální. Všechny grafy jsou 0-souvislé.
- Pro  $k = 1$ : Pokud  $\frac{2m}{n} \geq 4k$ , tedy  $m \geq 1$  (takže má hranu), tak samá hrana je 1-souvislý podgraf.
- Pro  $k \geq 2$ : tj.  $\frac{2m}{n} \geq 4k$

$$2m \geq 4kn \tag{2.1}$$

$$m \geq 2kn \tag{2.2}$$

$$m \geq 4n \text{ (dosazeno } k \geq 2\text{)} \tag{2.3}$$

Průběh důkazu  $d(G) \geq 4k, k \geq 2 \xrightarrow{\text{Lemma 1}} \text{(i), (ii)} \xrightarrow{\text{Lemma 2}} G$  má  $k$ -souvislost.

### 2.5.1 Pomocné lemma 1

Pokud  $k \geq 2$  a  $d(G) \geq 4k$ , pak

- (i)  $n \geq 2k - 1$
- (ii)  $m \geq (2k - 3)(n - k + 1) + 1$

DŮKAZ. (i) Kdyby ne, tak  $n < 2k - 1$ .

$$n + 1 < 2k \quad (2.4)$$

$$\frac{n + 1}{2} < k \quad (2.5)$$

Ted použijme předpoklad  $m \geq 2kn > (n + 1)n$ . A to nejde, protože úplný neorientovaný graf bez smyček má  $\frac{n(n-1)}{2}$  hran.

(ii) Mějme

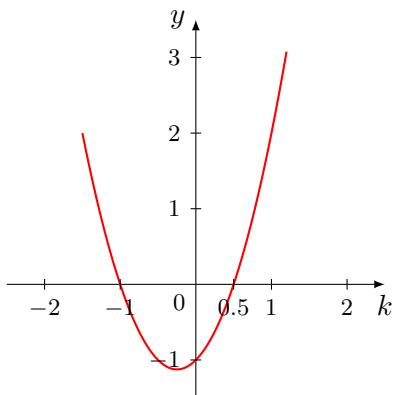
$$m \geq 2kn - ((2k - 3)(n - k + 1) + 1) = 2kn - (2kn - 2k^2 + 2k - 3n + 3k - 3 + 1) \quad (2.6)$$

$$= 2k^2 - 5k + 3n + 2 \quad (2.7)$$

Ted aplikujme již dokázané (i):

$$2k^2 - 5k + 3n + 2 \geq 2k^2 - 5k + 6k - 3 + 2 = 2k^2 + k - 1 \quad (2.8)$$

Vyšetřeme průběh funkce



Funkce je očividně konvexní, a protože nás zajímá průběh funkce na  $k \geq 2$ , můžeme prohlásit, že  $2k^2 + k - 1 > 0$ . ■

### 2.5.2 Pomocné lemma 2

Pokud  $G$  splňuje (i) a (ii), tak  $G$  má  $k$ -souvislý podgraf.

DŮKAZ.  $G$  není  $k$ -souvislý.

Indukcí podle  $|V| = n$ .

Základní krok: n  $\stackrel{(i)}{\geq} 2k - 1$ ,  $m \geq (2k - 3)(n - k + 1) + 1$ .

Dosadíme  $k = \frac{n+1}{2}$ :

$$m \geq (n + 1 - 3) \left( n - \frac{n + 1}{2} + 1 \right) + 1 = \frac{(n - 2)(n + 1)}{2} + 1 = \frac{n(n - 1)}{2} \quad (2.9)$$

A tedy graf je úplný na  $n$  vrcholech. Ted potřebujeme  $n > k$ .

$$n = 2k - 1 = k + \underbrace{k - 1}_{\geq 1} \geq k + 1 \quad (2.10)$$

Indukční krok: Každý graf  $G'$  splňující (i) a (ii) s méně než  $n$  vrcholy (s alespoň  $2k - 1$  vrcholy) má  $k$ -souvislý podgraf.

Vezmeme  $G$  splňující (i) a (ii) s  $n$  vrcholy.

(a) Kdyby  $\delta(G) \leq 2k - 3$ , tak  $v \in V$  s  $d_G(v) \leq 2k - 3$ .

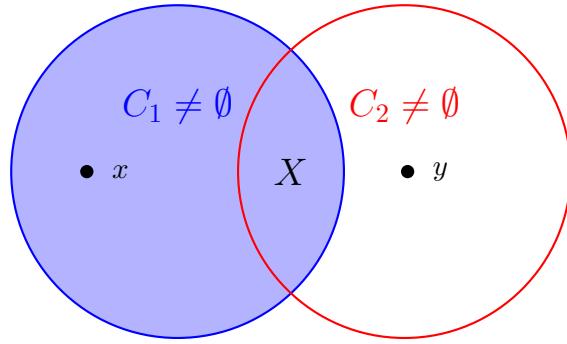
$$G \setminus v = G_1, n_1 = n - 1,$$

$$m_1 \geq m - (2k - 3) \geq (2k - 3)(n - k + 1) + 1 - (2k - 3) = (2k - 3)(\underbrace{n - 1}_{n_1} - k + 1) + 1 \quad (2.11)$$

Tudíž  $G_1$  má  $k$ -souvislý podgraf, tedy i ho má  $G$ .

(b) At  $\delta(G) > 2k - 3$ ,  $\delta(G) \geq 2k - 2$ ;  $\forall v \in G, d_G(v) \geq 2k - 2$ .

$G$  není  $k$ -souvislý, tj.  $X \subseteq V, |X| = k - 1$  a  $X$  je **vrcholový řez**.



$G \setminus X$  je nesouvislý. Všechn je  $(k - 1) + (k - 1) + 1$ .  $d_G(x) \geq 2k - 2$ .

$G_1$  graf indukovaný  $C_1$  v  $X$  má alespoň  $2k - 1$  vrcholů.

Kdyby  $G_1$  i  $G_2$  nesplňovaly (ii),  $G_i$  má  $n_i$  vrcholů a  $m_i$  hran,  $i = 1, 2$ .

$$m_i \not\geq (2k - 3)(n_i - k + 1) + 1, \quad \text{tj. } m_i \leq (2k - 3)(n_i - k + 1) \quad (2.12)$$

$m_1 + m_2 \geq m$  víme.  $n_1 + n_2 = n + (k - 1)$ , počítali jsme vrcholy v  $X$  dvakrát.

$$m \leq n_1 + n_2 \leq (2k - 3)(n_1 - k + 1) + (2k - 3)(n_2 - k + 1) = (2k - 3)(n_1 + n_2 - 2k + 2) \quad (2.13)$$

$$= (2k - 3)(n + (k - 1) - 2k + 2) \quad (2.14)$$

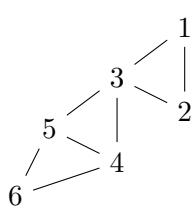
$$= (2k - 3)(n - k + 1) \quad (2.15)$$

Tedy spor s (ii). ■

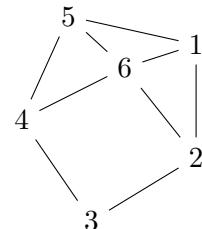
## 2.6 Artikulace

Vrchol  $v$  grafu  $G$  se nazývá artikulace, jestliže  $G \setminus v$  má více komponent souvislosti, než  $G$ .

**Platí.**  $G \in \mathcal{S}$  s alespoň 3 vrcholy je 2-souvislý  $\iff$  je 1-souvislý a nemá artikulaci.



Není 2-souvislý.



Je 2-souvislý.

## 2.7 Operace nad 2-souvislými grafy

Mějme operace

- (a)  $G \in \mathcal{S}$  a  $e \in \{u, v\}; u, v \in V(G)$ ,  $e \notin E(G)$ , pak  $G + e$  je graf s  $V(G)$  a  $E(G) \cup \{e\}$ .  
Je-li  $G$  2-souvislý, tak  $G + e$  je 2-souvislý.
- (b)  $G \in \mathcal{S}$ ,  $G = (V, E)$ ,  $e \in E$ , pak  $G \% e = (V \cup \{w\}, (E \setminus \{e\}) \cup \{e_1, e_2\})$ .  
„Do hrany  $e$  vložíme vrchol se stupněm 2.“

## 2.8 Tvrzení o 2-souvislých grafech a kružnicích

Každý 2-souvislý graf obsahuje kružnici.

**DŮKAZ.** Každý 2-souvislý graf je souvislý. Kdyby souvislý neobsahoval kružnici, jedná se o strom. A každý strom s alespoň 3 vrcholy má artikulaci. Protože stromy nemohou být 2-souvislé, a zároveň všechny ostatní souvislé grafy obsahují kružnici, i každý 2-souvislý graf obsahuje kružnici. ■

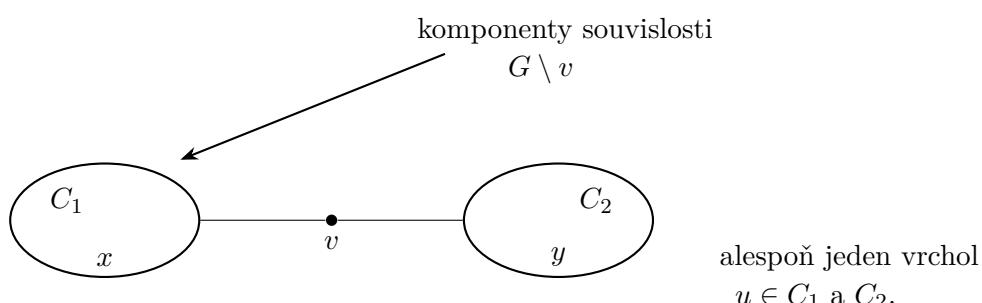
## 2.9 Věta o vrcholech na společné kružnici

$G \in \mathcal{S}$ ,  $G = (V, E)$  je 2-souvislý právě tehdy, když každé 2 vrcholy  $u \neq v$  leží na společné kružnici.

**DŮKAZ.**

„ $\Leftarrow$ “: Předpokládejme, že pro každé  $u \neq v$  existuje kružnice  $K$ , která je obsahuje.

To znamená, že graf je souvislý. Musíme ještě dokázat, že v něm neexistuje **artikulace**. Kdyby graf měl artikulaci  $v$ :



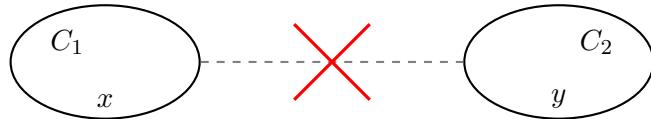
Znamenalo by to, že v jedné komponentě souvislosti by ležely alespoň 2 vrcholy (protože máme minimálně 3 vrcholy). Zároveň ale vrchol  $x \in C_1$  a  $y \in C_2$  rozhodně neleží na společné kružnici, tudíž graf nemůže mít artikulaci, takže  $G$  je 2-souvislý. ■

„ $\Rightarrow$ “: Předpokládejme, že  $G$  je 2-souvislý. Dokažme indukcí podle vzdálenosti  $d(u, v)$ .

(a) Základní krok:  $u, v$  s  $d(u, v) = 1$ .

Budeme se snažit ukázat, že když zrušíme hranu, souvislost zůstane.

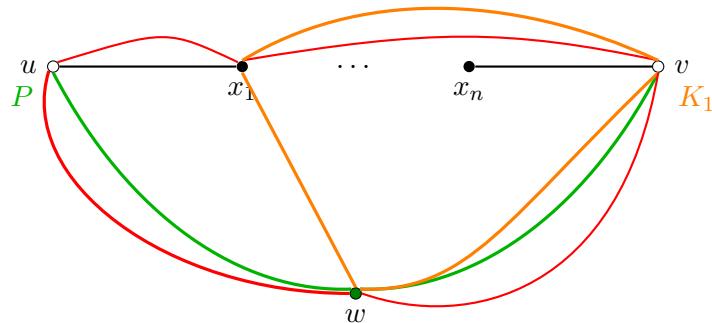
(1)  $G \setminus e$  je souvislý. Kdyby ne, tak



Přitom  $G$  má alespoň 3 vrcholy, tedy v jedné komponentě leží alespoň 2 vrcholy. *BÚNO* exsisteuje  $x \in C_1$ ,  $x \neq u$ , tj.  $u$  je **artikulace**. Což je spor. Takže  $G \setminus e$  je souvislý. Tedy existuje cesta  $P$  z  $u$  do  $v$ . Pak  $P$  je kružnice obsahující  $u, v$ .

(b) Indukční předpoklad: Pro každé  $x, y$  s  $d(x, y) = n \geq 1$  existuje kružnice obsahující  $x, y$ .

(c) Indukční krok: Vezměme libovolné  $u, v$  s  $d(u, v) = n + 1$ . Vyberme nejkratší cestu:



Použijme I.P.: tj. existuje kružnice  $K_1$  obsahující  $x_1, v$ .  $x_1$  není **artikulace**, tj. existuje cesta  $P$  z  $u$  do  $v$  neobsahující  $x_1$ .  $w$  je prvním vrcholem cesty  $P$ , který leží na  $K_1$ . Použijeme cestu  $P$ , abychom se dostali z  $u$  do  $w$ , následně se přes  $K_1$  dostaneme do  $v$ . Dále po kružnici do  $x_1$ , kde si musíme vybrat trasu, která nevede do  $w$ , tj. směrem do  $u$ . A tím uzavřeme **kružnici** obsahující  $u$  a  $v$ . ■

## 2.10 Tvrzení o 2-souvislých grafech a % operaci

$G \in \mathcal{S}$  je 2-souvislý právě tehdy, když  $G \% e$ ,  $e \in E(G)$  je 2-souvislý.

DŮKAZ.

„ $\Rightarrow$ “: Předpokládejme, že  $G$  je 2-souvislý, tj. souvislý a nemá **artikulaci**.

Vrchol  $w$ , který vložíme do hrany  $e$ , není artikulace. A žádný jiný se nemohl stát artikulací, to by už musely být artikulací předtím, a tedy by se v prvé řadě nejednalo o 2-souvislý. ■

„ $\Leftarrow$ “: Předpokládejme, že  $G \setminus e$  je 2-souvislý, tj. každé 2 vrcholy leží na společné kružnici.

$$x, y \in V(G) \dots \text{existuje } K \text{ v } G \setminus e \text{ obsahující } x, y \begin{cases} K \text{ neobsahuje } e_1, e_2 & K \text{ je kružnice } G. \\ K \text{ obsahuje } e_1, e_2 & \text{z } K \text{ odstraníme } e_1, e_2, \\ & \text{nahradíme } e \text{ a máme } K'. \end{cases} \quad (2.16)$$

$K'$  je kružnice v  $G$ . ■

## 2.11 Algoritmus sestrojení 2-souvislého grafu

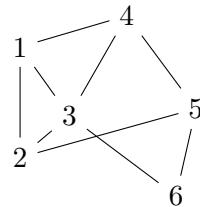
Každý 2-souvislý graf  $G \in \mathcal{S}$ ,  $G = (V, E)$  je možné sestrojit postupem:

$$G_0 := K \text{ je nějaká kružnice} \quad (2.17)$$

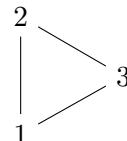
Máme-li  $G_i$ , že  $G_i \neq G$ , tak  $G_{i+1}$  je  $G_i$ , ke kterému přidáme cestu  $P$  (v  $G$ ), která vede mezi 2 vrcholy z  $G_i$  a zároveň všechny vrcholy této cesty nejsou v  $G_i$ .

## 2.12 Příklad sestrojení 2-souvislého grafu

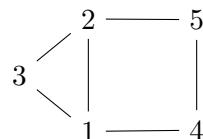
Mějme 2-souvislý graf, tj. bez artikulace:



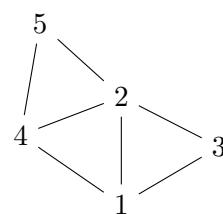
Začněme  $G_0$ :



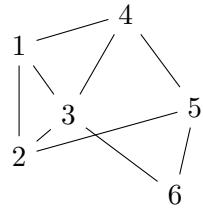
Přidáme cestu z 1 do 2, tedy  $G_1$ :



Ted přidáme cestu z 3 do 4,  $G_2$ :



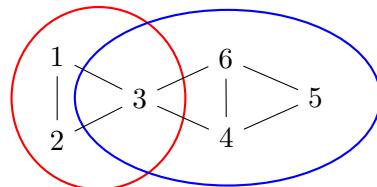
A posledně z 3 do 5,  $G_3 = G$ :



### 2.13 Komponenty 2-souvislosti - blok

Mějme  $G \in \mathcal{S}$ ,  $G = (V, E)$ , pak  $A \subseteq V(G)$  se nazývá *blok*, jestliže je maximální podmnožina taková, že jí indukovaný podgraf je 2-souvislý.

Pozn. maximální v tomto kontextu neznamená nejpočetnější, nýbrž, že do takové podmnožiny již nelze přidat další vrchol.



Když nejsou jednotlivé bloky vzájemně disjunktní, tak jejich průnik je **artikulace**.

## 3 Hranově souvislé grafy

### 3.1 Hranový řez

Množině  $F \subseteq E$ , že  $G \setminus F$  je nesouvislá, se říká hranový řez.

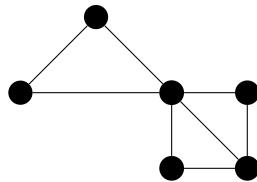
### 3.2 Hranová souvislost

Máme  $G \in \mathcal{S}$ ,  $G = (V, E)$ , pak  $G$  je  $k$ -hranově souvislý, jestliže neexistuje  $F \subseteq E$ ,  $|F| \leq k - 1$ , taková, že  $G \setminus F$  je nesouvislý.

Hranová souvislost grafu  $G$ , značíme  $\lambda(G)$ , je největší  $k$ , že  $G$  je  $k$ -hranově souvislý.

Pozn. největší znamená, že nemá hranový řez s  $\lambda(G) - 1$  hranami, ale má s  $\lambda(G)$  hranami.

Mějme 2-hranově souvislý graf:



### 3.3 Most

Nazveme most hranu  $e \in E(G)$ , že  $\{e\}$  je hranový řez.

### 3.4 Souvislost krajních vrcholů a mostů

Každý most má alespoň jeden krajní vrchol, který je [artikulace](#).

### 3.5 Základní vlastnosti hranově souvislých grafů

$G$  je 0-hranově souvislý pro každé  $G$ .

$G$  je 1-hranově souvislý  $\iff G$  je souvislý.

$G$  je 2-hranově souvislý  $\iff G$  je souvislý a nemá most.

### 3.6 Tvrzení o hranové a vrcholové souvislosti

Platí, že  $\kappa(G) \leq \lambda(G)$ .

## 4 Extremální teorie

### 4.1 Věta o souvislosti vrcholů a hran (Mantel)

Máme  $G \in \mathcal{S}$  s  $n$  vrcholy,  $m$  hranami, který nemá  $K_3$ . Pak  $m \leq \frac{n^2}{4}$ .

DŮKAZ.

*Pomocná definice.* Množina  $A$  je nezávislá  $A \subseteq V(G)$  pokud pro každou  $e = \{u, v\}$ , jestliže  $u \in A$ , platí  $v \notin e$ . Množina  $A$  je nezávislá právě tehdy, když v ní žádné dva vrcholy nejsou spojené hranou.

At  $A$  je nejpočetnější nezávislá množina a  $B = V \setminus A$ .  $G$  nemá  $K_3$ : každá množina sousedů vrcholů  $v \in V$  je nezávislá množina.

$$m \leq \sum_{N \in B} d(v) \leq \underbrace{(n - k)}_{|B|} \cdot \underbrace{k}_{|A|} \quad (4.1)$$

Každá hrana má alespoň 1 krajní vrchol v  $B$ . Pro které  $k$  je  $(n - k)k$  největší?

$$f(x) = (n - x)x \quad (4.2)$$

$$f'(x) = n - 2x \implies f'(x) = 0 \iff x = \frac{n}{2} \quad (4.3)$$

$$f''(x) = -2 \quad (4.4)$$

Protože jsme v  $\mathbb{N}$ , tak  $\lceil \frac{n}{2} \rceil \cdot \lfloor \frac{n}{2} \rfloor = \frac{n+1}{2} \frac{n-1}{2} = \frac{n^2-1}{4} \leq \frac{n^2}{4}$ . ■

### 4.2 Věta o souvislosti hran a úplném grafu

Máme  $G \in \mathcal{S}$ , který neobsahuje  $K_{r+1}$  (úplný graf na  $r + 1$  vrcholech),  $r \geq 2$ . Pak

$$m \leq \frac{r-1}{r} \frac{n^2}{2}. \quad (4.5)$$

DŮKAZ. Vezměme graf  $G$  bez  $K_{r+1}$  s nejméně hranami (přidáním hrany by vznikl  $K_{r+1}$ ). Tedy  $G$  má  $K_r$ . At  $A$  je množina vrcholů  $K_r$  a  $B$  je  $V(G) \setminus A$ ,  $|B| = n - r$ . Každý vrchol  $v \in B$  má max  $r - 1$  sousedů v  $A$  (jinak by  $A \cup \{v\}$  tvořil  $K_{r+1}$ ).

$m$  rozdělíme na hrany v  $A$  (hrany úplného grafu), hrany mezi  $A$  a  $B$  a hrany v  $B$ .

$$m = m_A + m_{A-B} + m_B \leq \frac{r(r-1)}{2} + (n-r)(r-1) + m_B \quad (4.6)$$

a graf indukovaný  $B$  neobsahuje  $K_{r+1}$  a má maximální počet hran.

$$m_B < m \quad (4.7)$$

$$n - r = |B| < n \quad (4.8)$$

Použijme tedy silnou indukci, dle počtu vrcholů  $n = |V(G)|$ .

- Základní krok.  $n = 1, 2, \dots, r$ .

$$m \leq \frac{n(n-1)}{2} \quad (4.9)$$

$$\frac{n(n-1)}{2} \stackrel{?}{\leq} \frac{r-1}{r} \frac{n^2}{2} \quad (4.10)$$

$$\frac{r-1}{r} \frac{n^2}{2} - \frac{n(n-1)}{2} = \frac{n}{2} \left( n \frac{r-1}{r} - (n-1) \right) \quad (4.11)$$

$$= \frac{n}{2} \frac{nr - n - nr + r}{r} = \frac{n}{2} \underbrace{\frac{r-n}{r}}_{\geq 0} \geq 0. \quad (4.12)$$

- Když budeme mít indukční předpoklad pro  $G_B$ , pak:

$$m \leq \frac{r(r-1)}{2} + (n-r)(r-1) + \frac{r-1}{n} \frac{(n-r)^2}{2} \quad (4.13)$$

$$= \frac{r-1}{r} \left( \frac{r^2}{2} + r(n-r) + \frac{(n-r)^2}{2} \right) \quad (4.14)$$

$$= \frac{r-1}{r} \left( \frac{r^2 + 2rn + n^2 - 2nr + r^2}{2} \right) = \frac{r-1}{r} \frac{n^2}{2}. \quad (4.15)$$

■

### 4.3 Turánovy grafy

Pro  $n, r < n$ .  $T(n, r)$  je  $r$ -partitní úplný graf. Označíme-li strany  $S_1, \dots, S_r$ , pak  $|S_i - S_j| \leq 1$ ,  $|S_i| = \lfloor \frac{n}{r} \rfloor$  nebo  $\lceil \frac{n}{r} \rceil$ . Takový graf má potom

$$\frac{r(r-1)}{2} \left( \frac{n}{r} \right)^2 = \frac{r-1}{r} \frac{n^2}{2}, \quad n = k \cdot r, \quad (4.16)$$

hran.

### 4.4 Tvrzení počtu hran a Turánově grafu

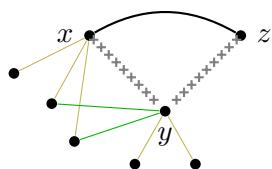
Každý  $G = (v, E) \in \mathcal{S}$  bez  $K_{r+1}$  s největším počtem hran je  $T(n, r)$ .

DŮKAZ. Na  $V$  definujme  $\mathcal{R}$ :  $u\mathcal{R}v \iff \{u, v\} \notin E$ .

$\mathcal{R}$  je reflexivní, protože nemáme smyčky.  $\mathcal{R}$  je symetrické, protože se jedná o neorientovaný graf. Ted je potřeba ověřit tranzitivitu, tj.  $(\{x, y\} \notin E, \{y, z\} \notin E) \implies \{x, z\} \notin E$ .

Dokažme sporem. Kdyby  $\{x, y\} \notin E$  a  $\{y, z\} \notin E$  a  $\{x, z\} \in E$ .

1)  $d(y) \geq d(x)$  (obdobně  $d(y) \geq d(z)$ ). Sporem. Kdyby  $d(y) < d(x)$ .

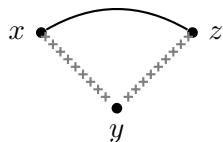


Neighbourhood  $N(v) = \{u \mid \{u, v\} \in E\}$ .

Z  $G$  odstraníme hrany  $\{y, t\}, t \in N(y)$  a přidáme  $\{y, u\}, u \in N(x)$ . Tím dostaneme  $G'$ , to má více hran jak  $G$ .

$G'$  nemá  $K_{r+1}$ , protože ani původní graf nebyl  $K_{r+1}$ . Což je spor. ■

2)  $G'' = G \setminus \{x, y, z\}$ .  $m(G) \leq m(G') + d(x) + d(y) + d(z) - 1$  ( $-1$  za hranu  $\{x, z\}$ ).



$G'''$  z  $G$  odstraníme hrany  $\{x, t\}, t \in N(x)$  a  $\{z, v\}, v \in N(z)$  a přidáme hrany  $\{x, u\}, u \in N(y)$  a  $\{z, u\}, u \in N(y)$ .

$$m(G''') = m(G'') + 3d(y) > m(G'') + d(x) + d(y) + d(z) - 1 \geq m(G) \quad (4.17)$$

$G''$  nemá  $K_{r+1}$ , což je spor. ■

$\mathcal{R}$  je tedy ekvivalence. Třídy ekvivalence  $\mathcal{R}$  jsou maximální množiny, že graf jimi indukováný nemá hranu.  $G$  má nejvíce hran, tj.  $G$  má  $K_r$ , stran má  $r$ , je tedy úplný  $r$ -partitní graf.

Potřebujeme  $||S_i| - |S_j|| \leq 1$ . Dokažme sporem. Kdyby ne, tak  $|S_1| \geq |S_2| + 2$ . Označme  $|S_1| = n_1$  a  $|S_2| = n_2$ .

Graf měl původně  $n_1 \cdot n_2$  hran. Nově má

$$(n_1 - 1)(n_2 + 1) = n_1 n_2 \underbrace{- n_2 + n_1 - 1}_{\begin{array}{c} \geq 2 \\ \geq 1 \end{array}}. \quad (4.18)$$

A to je **Turánův** graf. ■

## 5 Orientované grafy

### 5.1 Minimálně silně souvislý graf

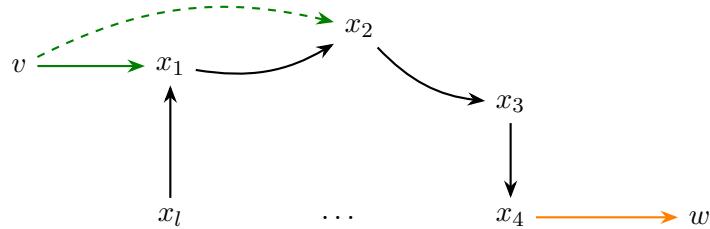
Silně souvislý graf se nazývá minimálně silně souvislý, jestliže  $G \setminus \{e\}$  není silně souvislý pro každou hranu  $e \in E(G)$ .

### 5.2 Věta o minimálně silně souvislém grafu a jeho vrcholech

Každý minimálně silně souvislý graf  $G$  s alespoň 2 vrcholy má 2 vrcholy stupně 2.

DŮKAZ. Indukcí podle rozdílu  $k = m - n$ , kde  $m$  je počet hran a  $n$  počet vrcholů.

- Základní krok.  $k = 0$ , tj.  $m = n$ . Takže se jedná o cyklus. Všechny vrcholy cyklu mají stupeň 2.
- Indukční krok. Každý graf  $G$  (minimálně silně souvislý s  $m(G) - n(G) < k$ ) má 2 vrcholy stupně 2. Uvažujme  $G$  minimálně silně souvislý s  $m - n = k > 0$ . V  $G$  si vybereme cyklus  $C$  s největším počtem hran (tedy vrcholů).  $C$  má  $l$  vrcholů:



$\forall v \notin C$  existuje maximálně 1 hrana  $(v, x_i), x_i \in C$ .

$\forall w \notin C$  existuje maximálně 1 hrana  $(x_j, w), x_j \in C$ .

Vytvořme  $G'$ , což bude  $G$ , ve kterém nahradíme cyklus  $C$  vrcholem  $v_C$ .

$$m(G') - n(G') = m - l - (n - l + 1) = m - n - 1 = k - 1 \quad (5.1)$$

■

$G'$  má alespoň 2 vrcholy stupně 2, není-li ani jeden z nich  $v_C$ , jsou to vrcholy  $G$  stupně 2. Když  $G'$  bude mít pouze 2 vrcholy,  $v_C$  a  $x$ , stupně 2, tak musíme řešit 2 případy:

- 1) Když má cyklus alespoň 3 vrcholy ( $l \geq 3$ ), pak v  $C$  existuje vrchol stupně 2.
- 2) Když  $C$  má jen 2 vrcholy, když se zkombinují orientované hrany do neorientovaných, tak se jedná o strom. A každý strom s alespoň 2 vrcholy má 2 listy, tj. vrcholy stupně 1. A to jsou přesně ty 2 vrcholy stupně 2, které hledáme.

■

### 5.3 Algoritmus pro nalezení topologického očíslování

Algoritmus pro nalezení topologického očíslování v acyklickém grafu.

Pozn.: Každý acyklický graf má alespoň 1 vrchol se stupněm 0.

- 1) Spočítáme vstupní stupně vrcholů. Do množiny  $M$  vložíme všechny  $v$  s  $d^-(v) = 0$ ,  $i = 1$ .
- 2) Vybereme  $v_i \in M$  a odstraníme. Pro každé  $(v_i, w) \in E$ :  $d^-(w) := d^-(w) - 1$ , if  $d^-(w) = 0$ , pak  $M := M \cup \{w\}$ .  $i++$ .
- 3) Algoritmus končí pokud  $M = \emptyset$  a zároveň existuje alespoň jeden vrchol  $u$  s  $d^-(u) > 0$ , pak topologické očíslování neexistuje, nebo jsou všechny vrcholy topologicky očíslované.

## 5.4 Tranzitivní uzávěr

Mějme orientovaný graf  $G$ .  $G^t$  je tranzitivní uzávěr, když  $G = (V, E)$ , tak  $G^t = (V, E^t)$ , kde  $(u, v) \in E^t$ , právě tehdy, když existuje netriviální orientovaná cesta z  $u$  do  $v$ .

Platí, že  $G$  je silně souvislý  $\iff G^t$  je úplný orientovaný graf se všemi smyčkami.

## 5.5 Reflexivní a tranzitivní uzávěr

$G^*$  je reflexivní a tranzitivní uzávěr  $G^* = (V, E^*)$ ,  $E^* = E^t \cup \{(u, v) \mid u \in V\}$ .

Lze také říct, že platí to samé, jako pro tranzitivní uzávěr, jen vyskrtneme **netriviální**.

## 5.6 Tranzitivní redukce

$G = (V, E)$  je orientovaný graf. Jeho podgraf  $G' = (V, E')$  je transitivní redukce  $G$  pokud  $G^t = (G')^t$ , a žádny vlastní podgraf této redukce  $G''$  již nemá tuto vlastnost.

## 5.7 Souvislost acyklických grafů a tranzitivní redukce

Je-li  $G \in \mathcal{S}$  acyklický, pak má jedinou tranzitivní redukci.

DŮKAZ. Sporem. Mějme  $G$  acyklický, tedy má **topologické očíslování** vrcholů  $v_1, v_2, \dots, v_{n-1}, v_n$ .

Kdyby  $G_1 = (V, E_1), G_2 = (V, E_2)$  byly 2 různé tranzitivní redukce, tak

$$(E_1 \setminus E_2) \cup (E_2 \setminus E_1) \neq \emptyset. \quad (5.2)$$

Vyberme z  $(E_1 \setminus E_2) \cup (E_2 \setminus E_1)$  hranu  $e = (v_i, v_j)$ ,  $i < j$ , která má nejmenší rozdíl  $j - i$ .

BÚNO:  $e \in (E_1 \setminus E_2)$ , tedy  $e \notin E_2$ , ale  $e \in E_2^t$ . Tj. musí existovat v  $G_2$  cesta z  $v_i$  do  $v_j$ , která má alespoň 2 hrany.

$$v_i, e_1, e_2, \dots, e_k, v_j, k \geq 2. \quad (5.3)$$

$G_1$  tam je z redukce, tak alespoň  $e_a$ ,  $a = 1, \dots, k$  není v  $E_1$ .

$$e_a = (v_a, v_b), a < b. \quad (5.4)$$

$$i \leq a < b \leq j \quad (5.5)$$

Alespoň jedna z  $\leq$  je ve skutečnosti  $<$ , tedy  $b - a < j - i$ . Což je spor. ■

## 6 Hamiltonovské grafy

### 6.1 Cesta, kružnice, cyklus

Cesta (kružnice, cyklus) je hamiltonovská (ský), jestliže prochází všemi vrcholy.

### 6.2 (Ne)orientovaný graf

(Ne)orientovaný graf je Hamiltonovský, jestliže obsahuje hamiltonovský (skou) cyklus (kružnici).

### 6.3 Chvátalova věta o Hamiltonovském grafu

Máme  $G \in \mathcal{S}$ ,  $n \geq 3$ , se skóre  $d_1 \leq d_2 \leq \dots \leq d_n$ ,  $n = |V|$ . Jestliže pro nějaké  $k < \frac{n}{2}$  platí  $d_k \leq k$ , a pak  $d_{n-k} \geq n - k$ , tak  $G$  je Hamiltonovský.

**DŮKAZ.** Sporem. Předpokládejme, že existuje  $G \in \mathcal{S}$ ,  $n \geq 3$ ,  $G$  splňuje  $k < \frac{n}{2}$  platí  $d_k \leq k$ , a pak  $d_{n-k} \geq n - k$  a  $G$  není Hamiltonovský.

Když ke  $G$  splňující Chvátalovu podmínce přidáme hranu, která v  $G$  není, tak nový graf stále splňuje Chvátalovu podmínu.

Zvolíme  $G$  s Chvátalovou podmínkou maximální bez Hamiltonovské kružnice. Zvolme  $x, y : \{x, y\} \notin E$ ,  $d(x) + d(y)$  je největší mezi  $\{u, v\} \notin E$ ,  $d(x) \leq d(y)$ . V  $G$  existuje Hamiltonovská cesta z  $x$  do  $y$ . Označme

$$S := \{i \mid \{x, v_{i+1}\} \in E\} \in 1, \quad (6.1)$$

$$T := \{j \mid \{v_j, y\} \in E\} \ni n - 1, \quad (6.2)$$

kde  $n \notin S$ ,  $n \notin T$ .

$$S \cup T \subset \{1, \dots, n - 1\} \quad (6.3)$$

$$|S| = d(x) \quad (6.4)$$

$$|T| = d(y) \quad (6.5)$$

*Pomocný důkaz.* Platí  $S \cap T = \emptyset$ .

**DŮKAZ.** Kdyby  $i \in S \cap T$ , tak se jedná o hamiltonovskou kružnici. Spor s velkým předpokladem. ■  
Takže

$$|S \cup T| = |S| + |T| = d(x) + d(y) \leq n - 1. \quad (6.6)$$

Položme

$$k := d(x) \quad d(x) \leq d(y) \quad (6.7)$$

$$k < \frac{n}{2} \quad 2d(x) \leq d(x) + d(y) \leq n - 1 \quad (6.8)$$

A tedy  $d(x) \leq \frac{n-1}{2} < \frac{n}{2}$ .

Máme  $d(x)$  vrcholů  $u$ , že  $\{x, y\} \in E$ .

$$u = v_l \quad (6.9)$$

$$\{v_{l-1}, y\} \notin E \quad (6.10)$$

$$d(v_{l-1}) + d(y) \leq d(x) + d(y) \quad (6.11)$$

$$d(v_{l-1}) \leq d(x) = k \quad (6.12)$$

Tj. máme  $k$  vrcholů  $v_{l-1}$  s  $d(v_{l-1}) \leq k$ . Platí  $d_k \leq k$ , protože máme alespoň  $k$  vrcholů stupně  $\leq k$ . Z Chvátalovy podmínky víme, že  $d_{n-k} \geq n - k$ , tj. existuje  $k + 1$  vrcholů  $w$  s  $d(w) \geq n - k$ . Ale  $x$  má  $d(x) = k$ . Tedy existuje  $w$  s  $d(w) = n - k$ , že  $\{x, w\} \notin E$ .

$d(x) + d(w) = k + n - k = n$ , což je spor s volbou  $x$  a  $y$ , protože  $d(x) + d(y) \leq n - 1$ . ■

## 6.4 Věta o skóre grafu a hamiltonovské kružnici

Jestliže posloupnost čísel

$$a_1 \leq a_2 \leq \cdots \leq a_n \text{ nesplňuje Chvátalovu podmínku,} \quad (6.13)$$

tak existuje

$$d_1 \leq d_2 \leq \cdots \leq d_n, a_i \leq d_i, \quad (6.14)$$

tak, že je skóre grafu, který nemá hamiltonovskou kružnici.

DŮKAZ. Jestliže posloupnost nesplňuje Chvátalovu podmínku, pak existuje číslo  $k$  tak, že  $k \leq \frac{n}{2}$ ,  $d_k \leq k$  a přitom  $d_{n-k} \leq n - k - 1$ .

Utvořme graf s množinou vrcholů  $\{v_1, v_2, \dots, v_n\}$  takto:  $\{v_i, v_j\}$  je hrana  $G$  právě tehdy, když

- buď  $1 \leq i \leq k$  a  $n - k + 1 \leq j \leq n$ ,
- nebo  $i \neq j$  a  $k + 1 \leq i, j \leq n$ .

Jinými slovy  $G$  se skládá z úplného bipartitního grafu se stranami  $X = \{v_1, \dots, v_k\}$  a  $Y = \{v_{n-k+1}, \dots, v_n\}$  a úplného grafu na množině vrcholů  $\{v_{k+1}, v_{k+2}, \dots, v_n\}$ .

Graf  $G$  má tedy

$$a_1 \leq a_2 \leq \cdots \leq a_k \leq a_{k+1} \leq \cdots \leq a_{n-k} \leq a_{n-k+1} \leq \cdots \leq a_n \quad (6.15)$$

$$\underbrace{d_1}_k \leq \underbrace{d_2}_k \leq \cdots \leq \underbrace{d_k}_k \leq \underbrace{d_{k+1}}_{n-k+1} \leq \cdots \leq \underbrace{d_{n-k}}_{n-k+1} \leq \underbrace{d_{n-k+1}}_{n-1} \leq \cdots \leq \underbrace{d_n}_{n-1} \quad (6.16)$$

a tedy majorizuje  $a_1, a_2, \dots, a_n$ . Není těžké nahlédnout, že v  $G$  neexistuje hamiltonovská kružnice. ■

## 6.5 Turnaj

Prostý orientovaný graf  $G$  bez smyček nazveme *turnajem*, jestliže pro každé dva různé vrcholy  $u, v$  bud  $(u, v)$  je hrana grafu  $G$ , nebo  $(v, u)$  je hrana  $G$ ; nikdy ale ne oboje.

Jinými slovy, zapomeneme-li na orientaci hran v grafu  $G$ , dostaneme úplný graf.

## 6.6 Vztah hamiltonovských cyklů a silné souvislosti

Je dán turnaj  $G$  s  $n \geq 3$  vrcholy. Pak v  $G$  existuje hamiltonovský cyklus právě tehdy, když je  $G$  silně souvislý.

DŮKAZ.

- „ $\Rightarrow$ “: triviální.
- „ $\Leftarrow$ “: Nechť  $G = (V, E)$  je turnaj, který je silně souvislý.

## 7 Toky v sítích

### 7.1 Síť

Síť je prostý orientovaný graf bez smyček  $G = (V, E)$ . Máme zdroj  $s$  (source) a spotřebič  $t$  (target). Zapisujeme síť  $(G, l, c, s, t)$ .

### 7.2 Omezení toku

Mějme  $l, c : E \rightarrow \mathbb{Z}$ ,  $l(e) \leq c(e)$ ; kde  $l$  je dolní omezení toku a  $c$  horní omezení (kapacita).

### 7.3 Tok v síti

Tok v síti je  $f : E \rightarrow \mathbb{Z}$ , že pro každý  $v \neq s, t$  platí

$$\sum_{e \in E^-(v)} f(e) = \sum_{e \in E^+(v)} f(e) \quad (\text{Kirchhoffův zákon}) \quad (7.1)$$

### 7.4 Různé vlastnosti sítí a toků

Tok  $f$  je přípustný pokud pro každou hranu  $e \in E$  je  $l(e) \leq f(e) \leq c(e)$ . Přípustný tok obecně nemusí existovat; stačí například aby do některého vrcholu mohlo celkově přitéci méně, než z něho musí odtéci. Jestliže ale je dolní omezení v každé hraně nulové, tak přípustný tok vždy existuje.

Síť je transparentní pokud  $l(e) = 0 \forall e \in E$ .

Velikost přípustného toku od  $s$  do  $t$  je

$$\text{vel}(f) = \sum_{e \in E^+(s)} f(e) - \sum_{e \in E^-(s)} f(e). \quad (7.2)$$

Přípustný tok  $f$  se nazývá *maximální tok*, jestliže má největší velikost mezi všemi přípustnými toky.

### 7.5 Řez oddělující zdroj od spotřebiče

Je dána síť  $G = (V, E)$  se zdrojem  $z$ , spotřebičem  $s$ , a omezeními  $l, c$ . Množinu vrcholů  $A \subseteq V$  takovou, že  $z \in A$ ,  $s \notin A$  nazýváme *množina oddělující zdroj od spotřebiče*. Dále definujme  $W^+(A)$  jako množinu hran vycházejících z množiny  $A$ , a  $W^-(A)$  jako množinu hran vcházejících do množiny  $A$ . Přesněji

$$W^+(A) = \{e \mid P_V(e) \in A, K_V(e) \notin A\}, \quad (7.3)$$

$$W^-(A) = \{e \mid P_V(e) \notin A, K_V(e) \in A\}. \quad (7.4)$$

Množina

$$W(A) = W^+(A) \cup W^-(A) \quad (7.5)$$

se nazývá *řez určený množinou  $A$* .

*Kapacita řezu  $W(A)$*  je rovna

$$\text{cap}(W(A)) = \sum_{e \in W^+(A)} c(e) - \sum_{e \in W^-(A)} l(e). \quad (7.6)$$

*Maximální řez* je řez  $W(A)$  s nejmenší možnou hodnotou  $\text{cap}(W(A))$ .

## 7.6 Tvrzení o tocích a řezech

Pro každý řez  $W(A)$  a každý tok  $f$  platí

$$\text{vel}(f) = \sum_{e \in W^+(A)} f(e) - \sum_{e \in W^-(A)} f(e). \quad (7.7)$$

DŮKAZ.

## 7.7 Tvrzení o přípustných tocích a řezech

Pro každý přípustný tok  $f$  a řez  $W(A)$  platí  $\text{vel}(f) \leq \text{cap}(W(A))$ .

DŮKAZ.

$$\text{vel}(f) = \sum_{e \in W^+(A)} f(e) - \sum_{e \in W^-(A)} f(e) \leq \sum_{e \in W^+(A)} c(e) - \sum_{e \in W^-(A)} l(e) = \text{cap}(W(A)) \quad (7.8)$$

Navíc každý přípustný tok splňuje  $l(e) \leq f(e) \leq c(e)$ . ■

## 7.8 Zlepšující cesta vůči toku $f$

Je dán přípustný tok  $f$ . Neorientovaná cesta v grafu  $G$  od zdroje  $z$  ke spotřebiči  $s$  se nazývá *zlepšující cesta vůči  $f$* , jestliže

$$f(e) < c(e) \quad \text{pro každou hranu cesty vpřed}, \quad (7.9)$$

$$l(e) < f(e) \quad \text{pro každou hranu cesty vzad}. \quad (7.10)$$

*Kapacita zlepšující cesty* je

$$\text{cap}(C) = \min (\{c(e) - f(e) \mid e \in C \text{ vpřed}\} \cup \{f(e) - c(e) \mid e \in C \text{ vzad}\}) \quad (7.11)$$

## 7.9 Změna toku $f$

Změna toku  $f$  podél zlepšující cesty  $C$  s kapacitou  $d$  je tok  $f'$  definovaný

$$f'(e) = \begin{cases} f(e) + d & \text{pro hrany } e \text{ cesty vpřed} \\ f(e) - d & \text{pro hrany } e \text{ cesty vzad} \\ f(e) & \text{pro hrany } e \text{ neležící na cestě} \end{cases} \quad (7.12)$$

## 7.10 Změna toku podle zlepšující cesty je přípustný tok

Je-li  $C$  zlepšující cesta kapacity  $d$  vzhledem k přípustnému toku  $f$ , pak zlepšující tok  $f'$  je také přípustný tokem a  $\text{vel}(f') = \text{vel}(f) + d$ .

DŮKAZ.  $f'$  je tok,  $v \in C$ ,  $v \neq s, t$ .

## 7.11 Značkovací procedura

**Vstup:** přípustný tok  $f$ .

**Výstup:** zlepšující cesta  $C$  vůči  $f$ , nebo odpověď „ne“ a množina označovaných vrcholů  $A$ .

- 1) *Incializace.* Označujeme zdroj  $s$ , ostatní vrcholy jsou bez značky.
- 2) *Test nalezení zlepšující cesty.* Jestliže byl označován  $t$ , zpětným postupem zkonstruujeme zlepšující cestu, kterou vrátíme.
- 3) *Značkování dopředu.* Jestliže existuje hrana  $e$  taková, že  $P_V(e)$  má značku,  $K_V(e)$  nemá značku a  $f(e) < c(e)$ , označujeme  $K_V(e)$ ; pro  $K_V(e)$  si zapatujeme  $e$ . **goto 2**)
- 4) *Značkování dozadu.* Jestliže existuje hrana  $e$  taokvá, že  $K_V(e)$  má značku,  $P_V(e)$  nemá značku a  $l(e) < f(e)$ , označujeme  $P_V(e)$ ; pro  $P_V(e)$  so zapatujeme  $e$ . **goto 2**)
- 5) *Neexistuje zlepšující cesta.* Nemůžeme-li již značkovat a nebyl označován  $t$ , vrátíme odpověď „ne“ a množinu označovaných vrcholů  $A$ .

## 7.12 Tvrzení o výsledku značkovací procedury

Jestliže značkovací procedura skončila odpovědí „ne“ a vrátila množinu označovaných vrcholů  $A$ , pak

$$\text{vel}(f) = \text{cap}(W(A)). \quad (7.13)$$

To znamená, že tok  $f$  má maximální velikost a řez určený množinou  $A$  má nejmenší kapacitu.

**DŮKAZ.** Mějme množinu označovaných vrcholů  $A$ .  $s \in A$  a  $t \notin A$ .

$$\text{vel}(f) = \sum_{e \in W^+(A)} f(e) - \sum_{e \in W^-(A)} f(e) \quad (7.14)$$

$$\vdots \quad (7.15)$$

$$\sum_{e \in W^+(A)} c(e) - \sum_{e \in W^-(A)} l(e) = \text{cap}(W(A)) \quad (7.16)$$

## 7.13 Věta o přípustném toku a maximálním přípustném toku

*Ford-Fulkersonova věta.* Jestliže v síti  $G = (V, E)$ , s omezeními  $l, c$ , zdrojem  $s$  a spotřebičem  $t$  existuje přípustný tok, pak existuje maximální přípustný tok  $f_{\max}$  a jeho vleikost je rovna kapacitě minimálního řezu.

## 7.14 Přírůstková síť vzhledem k toku

Mějme přípustný tok  $f$  v  $G = (V, E)$ , s omezeními  $l, c$ , zdrojem  $s$  a spotřebičem  $t$ . Pak síť  $G = (V, E_f)$  je přírůstková síť toku  $f$ , se zdrojem  $s$ , spotřebičem  $t$ , nulovým dolním omezením a kapacitou  $c_f$ , kde

$$(u, v) \in E_f \text{ a } c_f(u, v) = c(e) - f(e) \quad \text{jestliže pro } e \in E, e = (u, v) \text{ a platí } f(e) < c(e). \quad (7.17)$$

$$(u, v) \in E_f \text{ a } c_f(u, v) = f(e) - l(e) \quad \text{jestliže pro } e \in E, e = (u, v) \text{ a platí } l(e) < f(e). \quad (7.18)$$

Každá zlepšující cesta od zdroje  $s$  ke spotřebiči  $t$  je zlepšující cestou v  $G_f$  s tím, že všechny hrany cesty jsou hranami vpřed; tj. jedná se o orientovanou cestu v  $G_f$ .

## 7.15 Vrstvená síť

Mějme přírůstkovou síť  $G_f$ . Pak její podgraf, který obsahuje všechny hrany některé nejkratší (na počet hran v cestě) zlepšující cesty od  $s$  k  $t$  se nazývá *vrstvená síť*.

Sestrojit k dané přírůstkové síti vrstvenou síť je možné v čase úměrném počtu hran přírůstkového grafu  $G_f$ , a tudíž i původního grafu  $G$ .

*Uvědomme si, že  $G_f$  má nejvýše dvakrát tolik hran jako  $G$ .*

## 7.16 Cirkulace

Je dán orientovaný graf  $G = (V, E)$  a omezení  $l, c$ . Zobrazení  $f : E \rightarrow \mathbb{Z}$  se nazývá *cirkulace*, jestliže Kirchhoffův zákon platí pro všechny vrcholy  $v \in V$ .

Cirkulace se nazývá *přípustná*, jestliže navíc pro každou hranu  $e \in E$  platí  $l(e) \leq f(e) \leq c(e)$ .

## 7.17 Řez, kapacita řezu

Mějme síť  $G = (V, E)$  s ohodnoceními  $l, c$ . Uvažujme neprázdnou množinu vrcholů  $A \subset V$  takovou, že  $A \neq V$ . Pak kapacita řezu  $W(A)$  je definovaná jako

$$\text{cap}(W(A)) = \sum_{e \in W^+(A)} c(e) - \sum_{e \in W^-(A)} l(e). \quad (7.19)$$

## 7.18 Souvislost přípustné cirkulace a řezu

V síti  $G = (V, E)$  s ohodnoceními  $l, c$  existuje přípustná cirkulace právě tehdy, když neexistuje řez záporné kapacity.

*Přípustná cirkulace tedy existuje právě tehdy, když každá množina vrcholů  $A$  má tu vlastnost, že tok, který do ní povinně musí vtéci kvůli dolnímu omezení  $l$  na hranách z  $W^-(A)$ , může z této množiny také odtéci díky hornímu omezení  $c$  na hranách z  $W^+(A)$ .*

DŮKAZ. Existuje-li přípustná cirkulace  $f$ , pak pro každý řez platí

$$C(A) = \sum_{e \in W^+(A)} c(e) - \sum_{e \in W^-(A)} l(e) \geq \sum_{e \in W^+(A)} f(e) - \sum_{e \in W^-(A)} f(e) = 0. \quad (7.20)$$

Jestliže naopak přípustná cirkulace neexistuje, pak existence řezu se zápornou kapacitou vyplne z algoritmu pro hledání přípustné cirkulace.

## 8 Párování

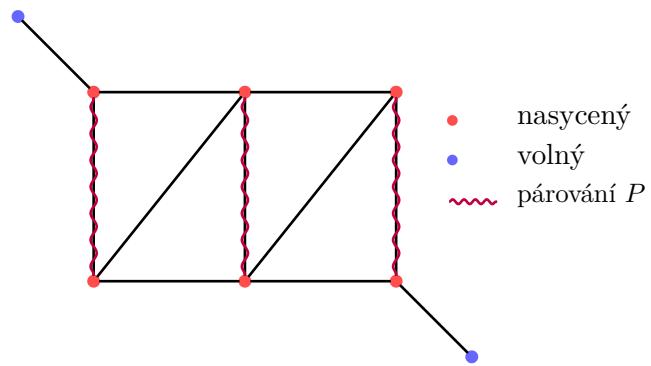
### 8.1 Definice

Je dán neorientovaný graf  $G = (V, E, \varepsilon)$ . Podmnožina hran  $P \subseteq E$  se nazývá *párování*, jestliže v  $P$  neexistují 2 různé hrany se společným krajním vrcholem (takže vrchol má stupeň max. 1).

### 8.2 Vrchol nasycený a volný v párování

Mějme párování  $P$ . Vrchol  $v$  grafu nazveme *nasycený* v  $P$ , pokud existuje hrana  $e \in P$  incidentní s  $v$ .

V opačném případě říkáme, že vrchol  $v$  je *volný* v  $P$ .



### 8.3 Perfektní párování

Párování  $P$  v grafu  $G$  nazveme *perfektní párování*, jestliže každý vrchol grafu je nasycen v  $P$ . To znamená, že  $P$  má  $\frac{n}{2}$  hran, kde  $n$  je počet vrcholů grafu  $G$ .

### 8.4 Maximální párování

Párování  $P$  v grafu  $G$  nazveme *maximální párování*, jestliže je nejpočetnější mezi všemi párováními v grafu  $G$ .

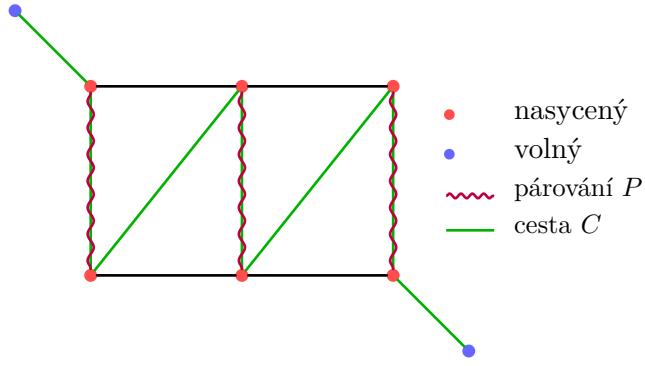
Perfektní párování je jistě maximální. Naopak to neplatí. Existují grafy, které perfektní párování nemají — stačí uvažovat grafy s lichým počtem vrcholů. Ovšem ani grafy se sudým počtem vrcholů nemusí perfektní párování obsahovat.

V každém grafu existuje maximální párování.

### 8.5 Střídavá cesta vůči párování $P$

Je dáno párování  $P$  v grafu  $G$ . Cesta  $C = e_1, e_2, \dots, e_k$  v grafu  $G$  se nazývá *střídavá cesta vůči  $P$* , jestliže platí následující dvě podmínky:

- 1) hrany z cesty  $C$  střídavě leží a neleží v párování  $P$ ,
- 2) jestliže krajní vrchol  $v$  cesty  $C$  je nasycen v  $P$ , pak  $C$  obsahuje i hranu párování  $P$ , která vrchol  $v$  nasycuje.



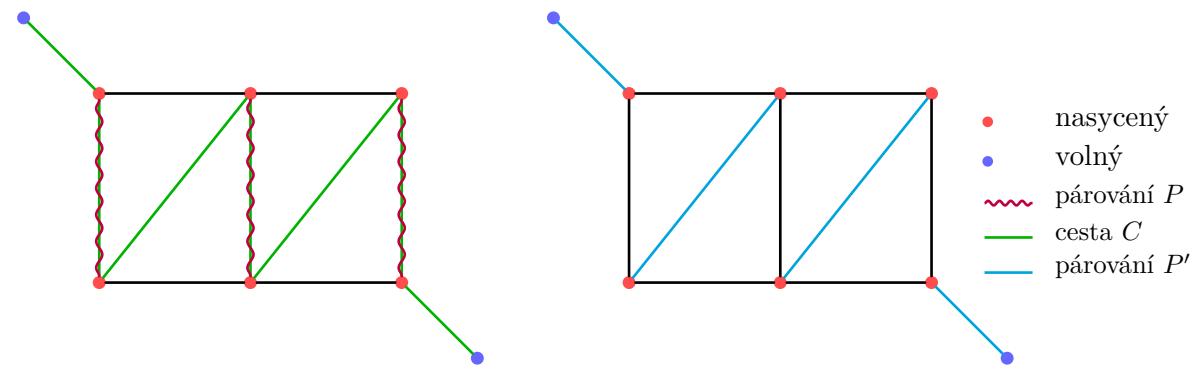
## 8.6 Zlepšující cesta vůči párování $P$

Střídavá cesta mezi volnými vrcholy se nazývá *zlepšující cesta vůči  $P$* .

## 8.7 Tvrzení o střídavé cestě

Jestliže  $C$  je střídavá cesta vůči párování  $P$ , pak množina hran  $P' = C \oplus P$  je také párování v  $G$ . *Připomeňme, že symetrická diference  $A \oplus B$  dvou množin  $A, B$  je množina*

$$A \oplus B = (A \cup B) \setminus (A \cap B) = (A \setminus B) \cup (B \setminus A). \quad (8.1)$$



A pokud je navíc  $C$  zlepšující cesta, tj. cesta mezi volnými vrcholy v  $P$ , pak  $|P'| = |P| + 1$ .

## 8.8 Věta o vrcholově disjunktních zlepšujících cestách

*Berge.* Je dáno párování  $P$  v grafu  $G$ . Označme  $P_{\max}$  maximální párování v  $G$  (o kterém víme, že existuje). Jestliže

$$|P_{\max}| = |P| + k, \quad (8.2)$$

pak v  $G$  existuje  $k$  vrcholově disjunktních zlepšujících cest vůči  $P$ .

Přitom alespoň jedna z těchto cest je kratší než  $\frac{n}{k}$ , kde  $n$  je počet vrcholů.

DŮKAZ.  $H = P \oplus P_{\max} = (P \setminus P_{\max}) \cup (P_{\max} \setminus P)$

## 8.9 Souvislost perfektního párování a počtu komponent

*Tutte.* Je dán prostý graf  $G = (V, E)$  bez smyček s alespoň třemi vrcholy. V grafu  $G$  existuje perfektní párování právě tehdy, když pro každou podmnožinu  $S \subseteq V$  platí

$$g(G \setminus S) \leq |S|, \quad (8.3)$$

kde  $g(G \setminus S)$  je počet komponent souvislosti grafu  $G \setminus S$ , které mají lichý počet vrcholů.

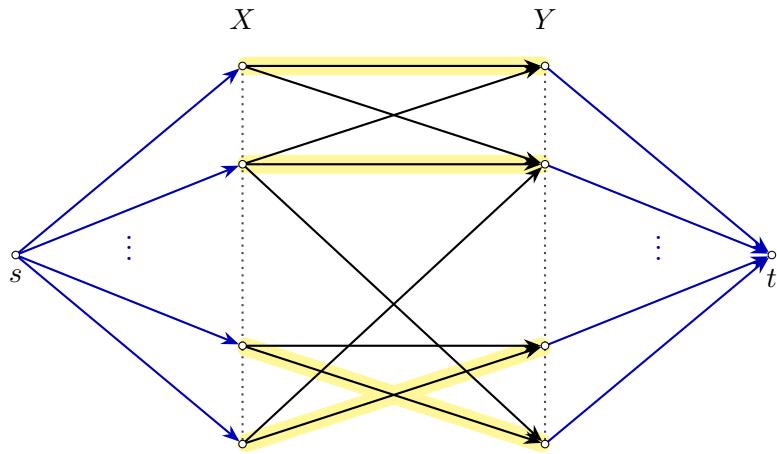
DŮKAZ.

„ $\Rightarrow$ “: Předpokládejme, že v grafu  $G$  existuje perfektní párování (tj. párování nasycující všechny vrcholy grafu  $G$ ). Vezměme libovolnou  $S \subseteq V$ . Protože v každé liché komponentě souvislosti grafu  $G \setminus S$  je alespoň jeden vrchol, který není spárován uvnitř komponenty, musí být v perfektním párování spárován s nějakým vrcholem  $S$ . Proto nemůže být  $|S|$  menší než počet lichých komponent.

„ $\Leftarrow$ “: Předpokládejme, že graf  $G$  splňuje  $g(G \setminus S) \leq |S|$  pro každou  $S \subseteq V$ .

## 8.10 Párování v bipartitních grafech

Je dán bipartitní graf  $G$  se stranami  $X$  a  $Y$ . K němu je možné vytvořit síť takovou, že každému párování  $P$  v grafu  $G$  odpovídá přípustný tok  $f$ , a naopak každému přípustnému toku  $f$  v síti odpovídá párování  $P$  v  $G$ ; a to tak, že  $\text{vel}(f) = |P|$ .



Vytvořme síť  $G'$  s omezeními  $l, c$ , zdrojem  $s$ , spotřebičem  $t$  a hranami

$$E' : (s, x) \forall x \in X \quad (8.4)$$

$$(y, t) \forall y \in Y. \quad (8.5)$$

A dále zorientujme:  $\forall \{x, y\} \in E(G), x \in X, y \in Y$   $E'$  obsahuje  $(x, y)$ . Pak omezení takové sítě  $l(e) = 0, c(e) = 1, \forall e \in E'$ .

Pro párování uděláme přípustný tok  $f_p$ , že

$$\{x, y\} \in P : f_P((x, y)) = 1. \quad (8.6)$$

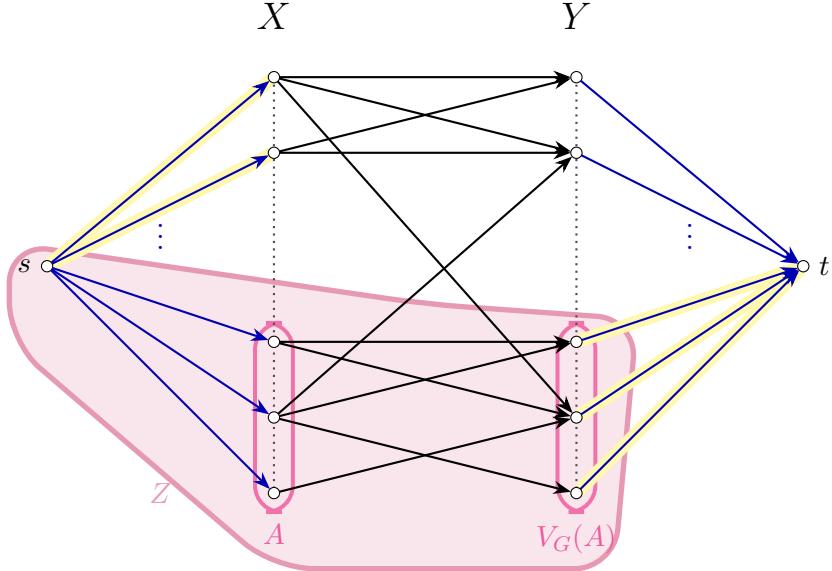
Takže  $|P| = \text{vel}(f_P)$ ; „projde tolik jedniček, kolik je hran párování“.

No a  $\{x, y\} \in P_f$  právě tehdy, když  $f((x, y)) = 1$ . Tedy  $\text{vel}(f) = |P_f|$ .

## 8.11 Věta o maximálním párování

*König.* Je dán bipartitní graf  $G$  se stranami  $X$  a  $Y$ . Označme  $P_{\max}$  maximální párování v  $G$ . Pak platí

$$|P_{\max}| = \min_{A \subseteq X} (|X \setminus A| + |V_G(A)|). \quad (8.7)$$



$$Z = \{s\} \cup A \cup V_G(A), t \notin Z.$$

$$W^+(Z) = \{(s, x) \mid x \notin A\} \cup \{(y, t) \mid y \in V_G(A)\} = |\{(s, x) \mid x \notin A\}| + |\{(y, t) \mid y \in V_G(A)\}| \quad (8.8)$$

$$\text{cap}(W(Z)) = \underbrace{\sum_{e \in W^+(Z)} c(e)}_{(8.9)}$$

A určuje řez  $W(Z)$  s  $\text{cap}(W(Z)) = |X - A| + |V_G(A)|$ .

Minimální řez má tvar  $Z_0 = \{s\} \cup A_0 \cup V_G(A_0)$  pro vhodné  $A_0 \subseteq X$ , kde  $Z_0$  je množina označkovaných vrcholů a  $A_0 = Z_0 \cap X$ .

Musíme ukázat, že  $Z_0 \cap Y = V_G(A_0)$ .

$$Z_0 \cup Y \subseteq V_G(A_0) \quad (8.10)$$

$$Z_0 \cup Y \supseteq V_G(A_0) \quad (8.11)$$