

Kapitola 1

Grafy, stromy

[TODO nejaký hezký obrázek?] V této kapitole definujeme graf jakožto matematickou strukturu, popíšeme základní pojmy týkající se grafů a nastíníme možné vztahy mezi grafem a maticí. Dále definujeme strom, jakožto speciální případ grafu. Terminologie je převzata z [2]

1.1 Základní grafová terminologie

Definice 1. Mějme množinu V a množinu $E = \{\{u, v\} \mid u, v \in V\}$. Uspořádanou dvojici $G := (V, E)$, nazveme neorientovaný graf. Množinu V nazýváme množinou vrcholů grafu G , jejím prvkům říkáme vrcholy, množinu E nazýváme množinou hran grafu G , jejím prvkům říkáme hrany. Prvky hrany e označujeme jako vrcholy incidentní hraně e nebo koncové body hrany e . Říkáme, že hrana $e = \{v, w\}$ spojuje vrcholy v a w .

Pokud neuvažujeme hrany jako nejvýše dvouprvkové množiny vrcholů, ale jako uspořádané dvojice (u, v) , nazýváme odpovídající graf **orientovaný**. Obvykle uvažujeme orientované a neorientované grafy zvlášť, ale je možné uvažovat i jejich kombinaci. Graf, v němž se vyskytují jak orientované tak neorientované hrany, nazýváme **smíšený**. Řekneme, že neorientovaný graf G je **úplný**, pokud $\forall u, v \in V (\{u, v\} \in E)$.

Povšimněme si, že v definici grafu není vyloučen případ, kdy jsou oba koncové body hrany shodné. Hrana je pak jednoprvkovou množinou a nazýváme ji **smyčkou** v grafu.

Poznámka 1. V neorientovaném grafu $G = (V, E)$ platí, že jeho množina hran E je podmnožinou $\binom{V}{2} \cup V$, kde $\binom{V}{2}$ značí množinu všech dvouprvkových podmnožin množiny V . V orientovaném grafu $H = (W, F)$ je F podmnožinou množiny $W \times W$, tj. všech uspořádaných dvojic vrcholů z W .

Stupněm vrcholu $v \in V$ rozumíme počet vrcholů spojených s vrcholem v , značíme $d(v)$. Množinu všech vrcholů, které jsou v grafu G spojeny s vrcholem v značíme $\text{adj}_G(v)$.

Definice 2. **Podgrafem** grafu G nazveme libovolný graf $H = (W, F)$ který splňuje: $W \subseteq V$, $F \subseteq E$ a všechny vrcholy incidentní hranám z F náleží do W . Úplný podgraf grafu G nazýváme **klikou** v grafu G . Podgrafem grafu G **indukovaným** množinou vrcholů W

nazveme takový podgraf G , který obsahuje všechny hrany grafu G , jejichž oba koncové body náležejí do W , značíme $G(W)$.

[TODO Potřebuju ohodnoceny, vázeny?]

Definice 3. Mějme graf $G = (V, E)$ a zobrazení $\omega : V \rightarrow \mathbb{R}$, resp. $c : E \rightarrow \mathbb{R}$. Přidáním zobrazení ω , resp. c ke grafu G dostaneme graf, který nazýváme **ohodnocený**, resp. **vážený** reálným ohodnocením.

Definice 4 (TODO doplnit definici cesty bez cyklu!, cyklu, délka cesty).

Existuje-li mezi libovolnými dvěma vrcholy grafu cesta, řekneme, že graf je **souvislý**. **Vzdáleností** dvou vrcholů v souvislém grafu $G = (V, E)$ nazveme minimální délku cesty mezi těmito dvěma vrcholy. **Vzdáleností** vrcholu $v \in V$ od množiny vrcholů $W \subset V$ nazveme minimální vzdálenost mezi vrcholem v a libovolným vrcholem náležícím do W .

[TODO potřebuju bipartitní?] [TODO potřebuju ctvercovou síť?] [TODO potřebuju faktorgraf?]

1.2 Strom

Nyní zavedme základní pojmy týkající speciální třídy grafů nazývané stromy [2]

Definice 5. Stromem $T = (V, E)$ nazveme konečný souvislý neorientovaný graf bez cyklů. Pokud navíc v grafu T vyznačíme bod $r \in V$, nazýváme uspořádanou dvojici (T, r) **kořenovým stromem** a bod r nazveme kořenem tohoto stromu.

Z definice stromu je patrné, že každý vrchol v kořenového stromu (T, r) spojuje s kořenem tohoto stromu právě jedna cesta. Vrcholy ležící na této cestě nazveme **předchůdci** vrcholu v . Předchůdce vrcholu v různé od v nazýváme **vlastními předchůdci** vrcholu v . Vrcholy, jejichž předchůdcem je vrchol v , nazýváme **následníky** vrcholu v . Vrcholy bez následníků nazýváme **listy stromu** T , vrcholy alespoň s jedním následníkem nazýváme **vnitřní vrcholy** stromu.

Definice 6. Podstromem stromu T určeným vrcholem v nazveme indukovaný podgraf stromu T tvořený vrcholem v a všemi jeho následníky.

1.3 Vztah grafu a matice

Grafy a matice spolu úzce souvisí, což nám umožňuje převádět problémy na maticích na problémy na grafech a naopak. Nezanedbatelným praktickým důsledkem jejich vzájemného vztahu je i možnost používat grafové algoritmy při řešení některých maticových úloh, především může být tento přístup výhodný pro řídké matice. Dělení grafů může posloužit například při snaze o paralelizaci rozkladu matice.

Neorientovaný graf $G = (V, E)$ s vrcholy $V = v_1, \dots, v_m$ a hranami $E = e_1, \dots, e_n$. Tento graf lze reprezentovat pomocí matice dvěma základními způsoby. **Maticí sousednosti**, neboli adjacenční maticí, nazveme matici A_G o rozměrech $m \times m$, jejíž prvek na pozici (i, j) je definován jako:

$$(A_G)_{i,j} := \begin{cases} 1 & \text{existuje-li hrana spojující vrcholy } v_i, v_j \\ 0 & \text{jinak} \end{cases}$$

Maticí incidence grafu G nazveme matici o rozměrech $m \times n$ definovanou následovně:

$$(\bar{A}_G)_{i,j} := \begin{cases} 1 & \text{je-li } v_i \text{ koncovým vrcholem hrany } e_j \\ 0 & \text{jinak} \end{cases}$$

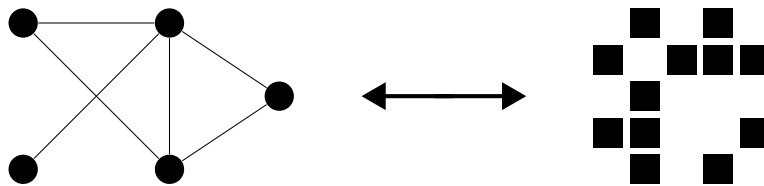
V kapitole rejspektral [TODO bude ref spektral?] budeme potřebovat Laplaceovu matici Q grafu G , která je definována následovně:

$$Q_{ij} := \begin{cases} -1 & \text{pro } i \neq j, (v_i, v_j) \in E \\ 0 & \text{pro } i \neq j, (v_i, v_j) \notin E \\ d(i) & \text{pro } i = j \end{cases}$$

Laplaceovu matici Q lze tedy vyjádřit jako $Q = D - A_G$, kde D značí diagonální matici se stupni jednotlivých vrcholů na diagonále.

Pokud chceme reprezentovat matici pomocí grafu, většinou nám stačí zachytit její strukturu. V takovém případě můžeme pro popis obecně nesymetrické matice A o rozměrech $n \times n$ použít orientovaný graf s množinou vrcholů $V = v_1, \dots, v_n$ a množinou hran $E = \{(v_i, v_j) | a_{ij} \neq 0\}$. V případě, že je matice A symetrická, můžeme ji analogickým způsobem reprezentovat pomocí neorientovaného grafu. Pokud bychom chtěli do grafu zanést i numerické hodnoty jednotlivých prvků matice, museli bychom použít ohodnocený graf.

[TODO rozhodnout, jestli tam tohle davat] Pro reprezentaci ne nutně čtvercové matice B o rozměrech $m \times n$ můžeme také použít bipartitní graf $G = (R, B, E)$ pro nějž platí $|R| = m$, $|B| = n$ a $E = \{(i, j') | i \in R, j' \in B, a_{ij'} \neq 0\}$. [end TODO]



Obrázek 1.1: Příklad grafu a jemu odpovídající struktury matice

Kapitola 2

Dělení grafů

[TODO doplnit]

Kapitola 3

Rozklady matic

[TODO doplnit]

Kapitola 4

Další parametry pro dělení grafu

[TODO doplnit]

Kapitola 5

Různé

[TODO rozdistribuvovat]

5.1 Číslování

5.1.1 Číslování vrcholů grafu v závislosti na vzdálenosti od separátoru

V této podkapitole popíšeme nejjednodušší metodu číslování vrcholů podgrafu, který vznikl rozdělením původního grafu na n částí. Tuto metodu lze používat samostatně, ale vzhledem k její povaze ji lze využít i pro vylepšení ostatních metod očíslování grafu, například ji lze kombinovat s metodou minimálního stupně.

Mějme graf $G = (V, E)$ a jeho vrcholový separátor [TODO znacení], jehož odebráním se graf rozpadne na n podgrafů G_1, \dots, G_n . Popíšme číslování vrcholů podgrafu G_i :

1. Položme $j := 1$.
2. Nalezneme neočíslovaný vrchol v grafu G_i takový, že jeho vzdálenost od vrcholového separátoru v grafu G je maximální.
3. Tomuto vrcholu dáme číslo j , položíme $j := j + 1$.
4. Pokud jsou všechny vrcholy očíslovány, skončíme, jinak se vrátíme na krok 2

Z algoritmu je vidět, že výsledné očíslování vrcholů grafu nemusí být jednoznačné, protože pokud nalezneme dva nebo více vrcholů, jejichž vzdálenost od separátoru je shodná, můžeme je očíslovat v libovolném pořadí.

5.1.2 Číslování vrcholů pomocí metody minimálního stupně

Metoda minimálního stupně je jednoduchým algoritmem pro nalezení očíslování grafu. Algoritmus pro hledání očíslování grafu pomocí této metody je následující:

1. Mějme graf $G = (V, E)$ a položme $j := 1$.

2. Nalezneme neočíslovaný vrchol v grafu G s nejmenším stupněm a přiřadíme mu číslo j .
3. Přidáme hrany mezi vrcholy z $\text{adj}_G(v)$ tak, aby $\text{adj}_G(v)$ byla klika v grafu G .
4. Pokud nejsou všechny vrcholy očíslované, zvětšíme j o 1 a vrátíme se na krok 2.

Očíslování vrcholů grafu G pomocí tohoto algoritmu není jednoznačné, protože vrcholů s minimálním stupněm může být více.

Pokud máme rozdělení G_1, \dots, G_n grafu G s vrcholovým separátorem [TODO značení], můžeme pro očíslování části G_i použít číslování vrcholů pomocí metody minimálního stupně, kde při výběru vrcholu ve 2. kroku přidáme kritérium vzdálenosti od separátoru popsané v 5.1.1. Nejprve tedy nalezneme množinu všech vrcholů grafu G , které mají minimální stupeň a poté mezi nimi zvolíme ten, který má nejmenší stupeň.

5.1.3 Topologické číslování vrcholů stromu

Definice 7. Mějme graf $G = (V, E)$, který je stromem. Očíslování jeho vrcholů nazveme topologickým právě tehdy, když pro každý vrchol $v \in V$ platí, že libovolný následník vrcholu v ve stromu G má nižší číslo než vrchol v .

5.2 Další témata

[TODO Řídké matice vs. husté matice]

Kapitola 6

Eliminační stromy

V této kapitole se budeme zabývat eliminačními stromy a jejich významem pro rozklady řídkých matic. Eliminační stromy při rozkladu matic hrají důležitou roli, protože nám dávají informaci o zaplnění v Choleského faktoru matice bez toho, abychom museli počítat jednotlivé numerické hodnoty. Lze tedy díky nim jednoduše porovnávat vhodnost zvoleného uspořádání řádků a sloupců matice pro Choleského rozklad.

V této kapitole bez újmy na obecnosti předpokládáme, že matice, jejíž Choleského rozklad chceme napočítávat, je ireducibilní, a tedy přidružený graf této matice je souvislý.

6.1 Definice eliminačního stromu matice

Nejprve se omezme na ireducibilní, pozitivně definitní, symetrickou matici A_T o rozměrech $n \times n$, jejíž přidružený graf $G(A_T)$ je strom. V tomto případě je A_T tzv. perfektní eliminační matice, tj. existuje permutační matice P taková, že Choleského rozklad matice PA_TP^T nebude obsahovat žádné zaplnění [4] (Matici PA_TP^T můžeme vnímat pouze jako přechíslování řádků a sloupců matice A_T). Aby při choleského rozkladu matice A_T nedošlo k žádnému zaplnění, stačí když pomocí topologického číslování očíslovujeme vrcholy jí přidruženého grafu (z předpokladu se jedná o strom) a řádky a sloupce matice A_T seřadíme odpovídajícím způsobem. Pak zjevně platí, že matice A_T má, s výjimkou posledního řádku, pod diagonálou vždy právě jeden nenulový prvek. Díky tomu můžeme definovat pro matici A_T funkci $\text{PARENT} : \{1, \dots, n\} \rightarrow 1, \dots, n$ následovně:

$$\begin{aligned} \forall j \in \{1, \dots, n-1\} \quad \text{PARENT}[j] &:= p \quad \Leftrightarrow \quad a_{p,j} \neq 0 \wedge p > j \\ \text{a speciálně: } \text{PARENT}[n] &:= 0. \end{aligned}$$

Zřejmě ve stromu přidruženém k matici A_T platí, že předchůdcem vrcholu x_j je vrchol $x_{\text{PARENT}[j]}$.

Většinou však nepracujeme s maticemi, jejichž přidružený graf by byl stromem. Zavedeme tedy konstrukci pro libovolnou řídkou, ireducibilní, pozitivně definitní, symetrickou matici A o rozměrech $n \times n$. Předpokládejme, že známe Choleského rozklad této matice, tj. $A = LL^T$. Maticí se zaplněním nazveme matici F definovanou jako $F = L + L^T$. Dále

zavedeme matice L_t a F_t následovně. L_t je matice vzniklá z L tím, že v každém sloupci vynulujeme všechny prvky pod diagonálou kromě prvku s nejnižším řádkovým indexem a $F_t = L_t L_t^T$.

Z definice F_t vidíme, že se jedná o matici, jejíž přidružený graf $G(F_t)$ je strom.

Definice 8. Eliminačním stromem matice A nazveme graf $G(F_t)$ popsany výše, značíme $T(A)$. Podstrom $T(A)$ s kořenem x_j značíme $T[x_j]$. Množinu vrcholů tohoto stromu značíme také $T[x_j]$.

Díky této definici můžeme definici funkce PARENT přirozeně rozšířit na matici A následovně:

$$\text{PARENT}[j] := \min\{i > j \mid l_{i,j} \neq 0\},$$

kde $l_{i,j}$ označuje i, j -tý prvek matice L .

Pozorování 1. Přímo z definice plyne, že $T(A)$ a $T(F)$ jsou identické.

Pozorování 2. Pokud x_i je vlastním předchůdcem x_j v eliminačním stromu, pak $i > j$.

Tvrzení 1. Pro $i > j$ závisí numerické hodnoty sloupce $L_{\bullet i}$ na sloupci $L_{\bullet j}$ právě tehdy, když $l_{i,j} \neq 0$.

Důkaz. Tvrzení plyne přímo ze sloupcového algoritmu [???

□

Kapitola 7

Algoritmizace a implementace

Cílem programu, který jsme implementovali, je ukázat, že rozdělení grafu získané za pomoci profesionální numerické knihovny pro dělení grafů METIS, nemusí být vyvážené vzhledem k výpočtu Choleského rozkladu na vzniklých oblastech. Dále jsme se pokusili navrhnout a otestovat metodu přerozdělení grafu založenou na přecíslování vrcholů grafu. Cílem navržené metody je zlepšit rozdělení grafu tak, aby počet operací potřebných pro Choleského faktORIZACI na jednotlivých oblastech byl pokud možno stejný a nebyl vyšší než maximum z počtu operací při rozdělení počátečním.

Naši implementaci můžeme rozdělit na několik logických celků. [TODO doplnit]

7.1 Formát a uložení vstupní matice

V této podkapitole bude popsán vstupní formát matice a způsob, kterým tuto matici ukládáme v našem programu. [TODO Zajímá nás jen struktura]

7.1.1 Vstupní formát matice

Jako základní matice pro testování výsledků našeho programu nám posloužily matice uložené ve formátu RSA v souborech s příponou `.rsa` nebo `.rb`. Jako zdroj pro tyto matice jsme použili kolekci [1].

[TODO popis HB formátu]

Pro testování jsme dále používali matice vygenerované při jednoduché pětibodové diskretizaci dvojrozměrné Poissonovy rovnice (podprogram (poisson)) a několik jednoduchých testovacích matic, které jsme si ručně zapsali do souboru `testing.f90`

Matice je v našem programu uložena v CSR formátu (compressed sparse row format) [3, 5].

Literatura

- [1] Harwell-boeing collection. <https://math.nist.gov/MatrixMarket/data/Harwell-Boeing/>. Accessed: 5. 10. 2018.
- [2] A. Koubková and V. Koubek. *Datové struktury 1*. Praha: Matfyzpress, 1 edition, 2011.
- [3] S. Pissanetzky. *Sparse matrix technology*. Academic Press, Inc. [Harcourt Brace Jovanovich, Publishers], London, 1984.
- [4] D. J. Rose. A graph-theoretic study of the numerical solution of sparse positive definite systems of linear equations. pages 183–217, 1972.
- [5] Y. Saad. SPARSKIT: A basic tool kit for sparse matrix computations, version 2. Technical report, 1994.