

PB165 – Grafy a sítě

11. Zajímavé grafy a peer to peer sítě

- Náhodné grafy
- Náhodné geometrické grafy
- Power-law sítě
- Peer to peer sítě
 - Prohledávání v nestrukturovaných sítích
 - Strukturované sítě
 - Chord

- Pravděpodobnostní modely grafů

Definice

$G(n, p)$ model náhodného grafu: Mějme graf s n vrcholy, pak neorientovaná hrana vznikne mezi dvojicí vrcholů s pravděpodobností p , nezávisle na ostatních dvojicích uzlů.

- Pravděpodobnost, že graf G má k hran je dána výrazem

$$p^k(1-p)^{\binom{n}{2}-k}$$

- Pravděpodobnost, že graf $G \in G(n, p)$ obsahuje k hran má binomické rozložení

$$\binom{\binom{n}{2}}{k} p^k (1-p)^{\binom{n}{2}-k}$$

Věta

Mějme model náhodného grafu $G(n, p)$ a necht' $p = c \frac{\log n}{n}$.
Je-li $c > 1$, pak prakticky všechny grafy nemají izolované (nespojené) vrcholy. Je-li $c < 1$, pak prakticky všechny grafy mají alespoň jeden izolovaný vrchol.

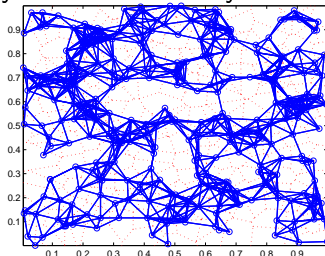
Důkaz si pouze naznačíme:

- Necht' X je počet izolovaných vrcholů v grafu $G \in G(n, p)$.
- Pak horní hranice $E[X] = n(1 - p)^{(n-1)} \approx n^{(1-c)}$
- Pravděpodobnost, že $X = 0$ je přibližně $\frac{1}{E[X]}$.
- $E[X]$ se blíží 0, pokud $c > 1$, tedy počet izolovaných vrcholů se blíží 0.
- Naopak, pro $c < 1$ se $E[X]$ blíží nekonečnu, a tedy pravděpodobnost, že graf G nemá izolovaný uzel, se blíží 0.

Definice

Rozhodme n bodů náhodně na jednotkovou síť. Náhodný geometrický graf $G(n, r)$ má n uzlů odpovídající n bodům a dva uzly jsou spojeny hranou pokud jsou ve vzdálenosti menší nebo rovné r . Vzdálenost mezi dvěma body $u = (x_1, y_1)$ a $v = (x_2, y_2)$ je definována jako $d(u, v) = \max(|x_1 - x_2|, |y_1 - y_2|)$.

Jedná se o oblíbený model senzorových sítí.



Věta

Pokud $r \geq \sqrt{\frac{c \log n}{n}}$, kde c je konstanta > 4 , pak $G(n, r)$ je asymptoticky prakticky určitě souvislý graf, tj.

Pravděpodobnost($G(n, r)$ je souvislý graf) se blíží 1 jak se n blíží nekonečnu.

Důkaz je naznačen dále:

- Rozdělme jednotkovou síť na schránky velikosti $r/2 \times r/2$. Počet přihrádek je $4/r^2$ ($r < 1$).
- $G(n, r)$ je souvislé, pokud žádná přihrádka není prázdná.
- Nechť $r = \sqrt{\frac{c \log n}{n}}$, pak pravděpodobnost, že přihrádka je prázdná je menší nebo rovna $n^{-c/4}$.
- Nechť X je počet prázdných přihrádek. Pak $E[X] \leq n^{1-c/4}$, tj. $E[X]$ se blíží nule, pokud $c > 4$.
- $\text{Pravděpodobnost}(X > 0) \leq E[X] \rightarrow 0$.

Definice

Power law je jakýkoliv polynomiální vztah, který nezávisí na měřítku. Pro dvě proměnné se nejčastěji vyjadřuje vztahem

$$f(x) = ax^k + o(x^k)$$

kde a a k jsou konstanty a $o(x^k)$ je asymptoticky malá (tj. zanedbatelná) funkce x .

Pro reálné sítě platí následující empirické tvrzení:

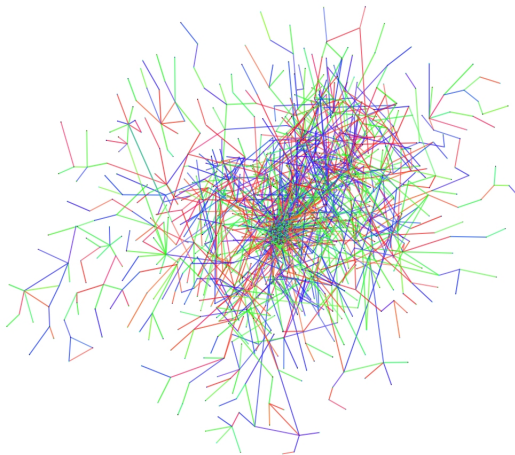
Distribuce stupně vrcholu sítě sleduje power law, tj. počet vrcholů stupně k je $ck^{-\beta}$.

Příklady:

- Internet a WWW: $\beta = 2, 1$
- Sociální sítě (např. citační grafy): $\beta = 3$
- Biologické sítě (grafy interakce proteinů): $\beta = 2, 5$

Většina grafů reprezentujících reálný svět má $\beta \in \langle 1, 4 \rangle$.

Power-law grafy – příklad



Obrázek: Příklad sítě ilustrující vědeckou spolupráci – vrcholy reprezentují autory vědeckých prací, hrany společné publikace autorů.

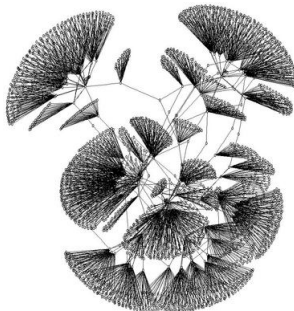
Máme rozsáhlou síť (graf), každý uzel nese nějaká data. Jak najdeme hledaná data?

- Centrální index
 - Napster
 - Snadné, ale neškáluje (Google má > 100.000 serverů)
- Decentralizované
 - Gnutella: Primitivní hledání: záplava
 - Chytřejší algoritmy

Základ výzkumu v oblasti *peer to peer sítí*

- Protokol: záplava dotazů
 - Ping/Pong
 - Uzel se hlásí při připojení do sítě a dále průběžně
 - Připojení: najdi nějakého člena, pošli *ping* zprávu a sbírej *pong* zprávy
 - Dotaz
 - Údaje o úspěchu se vrací cestou, kterou putoval dotaz

- Power-law distribuce stupňů uzlů
 - Je zcela nezávislá na distribucí uzlů v Internetu
- Prohledávání založeno na záplavě
 - Nastavena délka prohledávání (zpravidla 7)
 - Vysoce neefektivní
 - Obrovská spotřeba pásma (kapacity hran)
 - Obrovský počet redundantních zpráv
 - Paralelní aktivita uživatelů: lokální zátěž roste lineárně s velikostí sítě



- Co můžeme ovlivnit:
 - Topologii peer to peer sítě
 - Umístění objektů (replikací)
- Power-law sítě
 - Základní principy:
 - Je-li distribuce stupně vrcholu p_k , pak distribuce stupně sousedů je úměrná kp_k .
 - Uzly mohou snadno uchovávat indexy objektů sousedů
 - Důsledky
 - Uzly s vysokým stupněm je možné snadno najít
 - Tyto uzly drží údaje (index) o velké části sítě

- Náhodná procházka (RW, Random Walk)
 - Nevracet se do naposled navštíveného uzlu
- Náhodná procházka ovlivněná stupněm vrcholu (DS)
 - Začni v ještě navštíveném vrcholu s nejvyšším stupněm
 - Následně sestupuj na uzly s nižším stupněm
 - Dokazatelně nejlepší pokrytí

Maximální flexibilita (libovolný algoritmus shody – např. full textové prohledávání) vykoupeno nepříliš vysokou efektivitou

- Výhody
 - Sublineární časová složitost
- Nevýhody
 - Problém s nalezením vzácných objektů
 - Velmi vysoká zátěž uzlů s vysokým stupněm

- Expanze rozsahu
 - Záplava s postupně narůstajícím TTL (dokud se objekt nenajde nebo nedosáhne hranice)
 - Smyslem je nezaplavit příliš velkou část sítě okamžitě
- K-walker
 - K nezávislých náhodných procházek, žádná záplava
 - Různé varianty
 - Např. kontrola: po každých 4 krocích dotaz, zda druzí nenašli cíl

- Distribuce dotazu
 - Podíl dotazů na jednotlivé objekty
 - Uniformní: všechny objekty jsou stejně populární
 - Power-law: malý počet objektů je mimořádně populární
- Replikace
 - Kopie rozeslány po síti: populárnější objekty se snáze naleznou (a jejich hledání méně zatíží síť)
 - Replikace zpravidla úměrná popularitě
 - Optimální replikace je úměrná odmocnině frekvence dotazů

- Výhody nestrukturovaných sítí
 - Robustnost a fault tolerance
 - Nemají omezení na typ dotazů
- Záplava je velmi neefektivní
- Náhodné procházky
 - Lepší než záplava
 - Stále nepříliš efektivní bez dodatečné podpory (např. algoritmus DS uvedený výše)
 - Hlavním problémem je rozložení zátěže (příliš mnoho práce dělají uzly s vysokým stupněm)

- Replikace přes sousedy
- Adaptace topologie
 - Zajistit, aby většina uzlů byla blízko uzlům s vysokým stupněm
 - Dynamická adaptace
 - Každý uzel se snaží zlepšit své sousedy
 - Podle posledních dotazů žádá konkrétní uzly, zda jej nevezmou za své sousedy
- Řízení toku
- Modifikace protokolu prohledávání
 - Náhodná procházka přes uzly s vysokou kapacitou (ne stupněm)
 - Neexistuje souvislost mezi kapacitou a stupněm uzlu

- Výběr uzlu ovlivněn existencí *tokenu*
- Tokeny přidělovány podle kapacity uzlů
 - Důvěryhodnost: sděluje uzel korektně svou kapacitu?
- Při prohledávání se soustřed' na sousedy s největší kapacitou a volným tokenem
- Tímto způsobem přispíváme k dynamickému rozložení zátěže

- Hlavní komponenty úspěšného prohledávání
 - Vlastní algoritmus prohledávání
 - Topologie (překryvová síť)
 - Strategie tvorby replik
 - Řízení toku
- Všechny tyto komponenty lze ovlivnit
- Topologie a replikace jsou ovlivněny agregovaným chováním uživatelů
- Stále nedostatečné pro řídicí se vyskytující objekty

- Distributed hash tables (distribuované hash tabulky)
 - Řešení pro účinné hledání i řídce se vyskytujícími objekty
- Hash tabulky
 - Rychlé a levné nalezení dat indexovaných podle klíče
 - Výše jsme neomezovali způsob vyhledání dat
 - Pokud použijeme hash tabulky, pak ztrátu obecnosti musíme nějak kompenzovat (ale často i vyhledání podle klíče – např. název objektu – plně stačí)
- Obětujeme obecnost za efektivitu a rychlost

- Hash tabulky v p2p sítích: hledáme data podle klíče
- Předpokládáme, že data jsou uložena v distribuovaných uzlech (ne v poli)
- Důsledky:
 - Použijeme překryvovou síť která spojuje uzly pro nás vhodným způsobem
 - Počet uzlů neznáme a navíc se mění v čase
 - Pracujeme s idealizovanými vlastnostmi
 - Hash funkce mapuje na idealizovaný prostor
 - Samotný prostor je mapován na uzly dynamicky

- Přiřadíme klíči jedinečný uzel
- Nalezneme tento uzel rychle a snadno v překryvové síti
- Zavedeme replikaci (více uzlů pro jeden objekt/klíč)
- Rozložení zátěže může dynamicky měnit přiřazení klíče

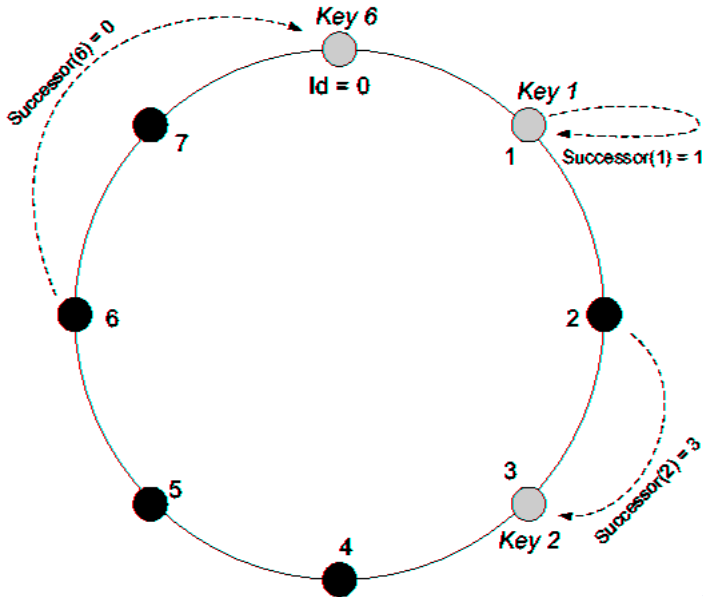
Nejrozšířenější jednoduchá implementace: **Chord**

- Velmi populární (více jak 3000 citací).
- Překryvová síť: orientovaná kružnice

- Uzly spojeny do orientované kružnice
 - Každý uzel zná svého předchůdce a následníka
- Klíče i uzly hashovány SHA-1 (160 bitové ID), identifikátory jsou rovnoměrně rozloženy po celém prostoru
- Klíče jsou přiřazeny uzlům s použitím konzistentního hashování
 - Náhodnost: Každý uzel dostane zhruba stejný počet objektů
 - Lokalita: Přidání či ubrání uzlu znamená, že $\mathcal{O}(1/N)$ klíčů získá nové přiřazení uzlům
- Vlastní vyhledávání:
 - Složitost $\mathcal{O}(\log N)$ vyměněných zpráv je možné dosáhnout při znalosti jen $\mathcal{O}(\log N)$ uzlů (plus předchůdce a následníka uzlu, který iniciuje hledání)

- Naivní:
 - Pošlu dotaz předchůdci nebo následníku (podle identifikátoru); rekurzivně pokračuji
- Možnost optimalizace:
- Každý uzel má tzv. *finger table*
 - Obsahuje $\log_2 n - 1$ položek (n je počet uzlů v Chord síti)
 - Každá položka nese číslo uzlu, na němž je $k + 2^{i-1}$ -tý klíč (k je identifikátor aktuálního uzlu).
- Vyhledávání
 - Nalezni v tabulce uzel, který buď obsahuje klíč nebo předchází uzlu, který klíč obsahuje.
 - Přejdi na tento uzel a pokračuj stejným způsobem
 - Celkem $\mathcal{O}(\log N)$ přechodů (zpráv)

Chord – příklad



- Striktní algoritmus
 - Nový uzel musí nalézt svého předchůdce, následníka a naplnit finger tabulku
 - Musí rovněž oznámit svou existenci všem uzlům, kteří by na něj měli ukazovat ze své finger tabulky
 - Zvládnutelné v $\mathcal{O}(\log N)$ čase, ale velmi složitým protokolem.
- Relaxovaný algoritmus
 - Využívá toho, že údaje ve finger tabulce nemusí být přesné
 - V nejhorším případě se prohledávání redukuje na naivní algoritmus
 - Stabilizační protokol: přepočtení finger tabulky (periodicky každý uzel)
 - Přidání uzlu: nalezne následníka a spustí stabilizační protokol

- Replikací
 - Místo jednoho následníka si držíme r následníků
- Alternativní cesty
 - Pokud uzel nepřebere hledání, využij předchozí uzel z finger tabulky nebo uzel s nejbližší replikou

Hybridní přístup

- DHT pro méně časté objekty
- Náhodná procházka pro populární objekty

Gnutella a vzácné objekty:

- 41 % dotazů nalezen jen méně jak 10 objektů
- 18 % dotazů nenalezne žádný objekt (přitom jen 6 % dotazů vedlo na neexistující objekty)

Nutno identifikovat vzácné objekty a ty zpřístupnit přes DHT

- Také možné časové omezení:
- Jestli náhodná procházka nenalezne objekt do 30 s, přepni na DHT