hyväksymispäivä arvosana

arvostelija

Aine

Ola Länsman

Helsinki 13.3.2017

HELSINGIN YLIOPISTO
Tietojenkäsittelytieteen laitos

1 Johdanto

Sosiaalisia verkkoja tutkivien käytännön kokeiden avulla löydetty Pieni maailma-ilmiö on vaikuttanut myös tietojenkäsittelytieteeseen. Ilmiö on nykyään tunnettu käsite verkkoteoriassa. Ilmiön perusteella on tehty useita polunetsintä-algoritmeja jotka käyttävät ainoastaan lokaalia tietoa verkon solmuista ja kaarista.

Tutkielma selittää Pieni maailma-ilmiön tieteellisesti alkaen tarkasta määrittelystä. Määrittelyn jälkeen näytämme, kuinka ilmiötä kuvaavia malleja voidaan luoda. Käytämme tähän käytännön esimerkkiä jota laajennamme yleisemmäksi muutamasta eri näkökulmasta katsoen. Luvussa 3 esittelemme polunetsintä-strategioita ja näihin perustuvia algoritmejä. Lyhyiden polkujen etsiminen solmujen välille on ilmiön tärkein sovelluskohde tietojenkäsittelytieteessä. Tästä pääsemme loogisesti käytännön sovelluksiin kuten vertaisverkossa resurssien etsimiseen ja automaattiseen luonnollisen kielen tiivistämiseen.

2 Pieni maailma

Sosiaalisissa verkoissa Pieni maailma-ilmiöksi kutstuaan havaintoa lyhyiden tuttavuusketjujen muodostuminen kahden eri yksilön välillä suurella todennäköisyydellä. Traversin ja Milgramin suurta huomiota saaeessa käytännön kokeessa [TM69] Yhdysvalloissa valittiin n. 200 lähettäjää ja vastaanottajaa. Lähettäjien tehtävänä oli lähettää viesti vastaanottajalle, niin että viesti kulki ihmiseltä toiselle. Rajoitteena kokeessa viestin hallussapitäjä sai välittää viestin vain ihmiselle, jonka hän tunsi etunimellä. Kokeen tuloksena saatiin keskimäärin 6 pituisia tuttavuusketjuja.

Tietojenkäsittelytieteen verkkoteoriassa Pieni maailma-ilmiö tarkoittaa seuraavan ehdon toteumista missä tahansa verkossa:

Lemma 1 *Yksittäiset solmut voivat lähettää viestin verkon kaaria pitkin muihin verkon solmuihin lyhyitä polkuja pitkin käyttämällä ainoastaan paikallista tietoa.*

Paikallisella tiedolla tarkoitetaan globaalin tiedon puuttumisella. Jokaisessa solmussa valitaan viestin seuraava vastaanottaja käyttäen hyväksi ainoastaan tietoa viestiä lähettävän solmun kaarista. [DHLS06]

Pieni maailma-verkot (tästä lähtien PM-verkot) yleensä täyttävät myös seuraavat ehdot:

1. *ne ovat harvoja*[BBS11]: 1 täyttyy implisiittisesti, mikäli lähtösolmusta löytyy kaari kohteeseen. Tälläiset verkot eivät ole mielenkiintoisia ilmiön kannalta.
2. *solmujen välillä esiintyy lyhyitä polkuja* [BBS11]: 1 aiheuttaa tämän suoraan.
3. *ne ovat ryhmittyneitä ja niillä on pieni halkaisija* [BBS11]: Intuitiivisesti ehto 3 tarkoittaa, että mikäli solmu u ja v ovat lähellä toisiaan niin niiden välillä

on todennäköisesti kaari. Yleisimmissä (ahneissa) polunetsintä-algoritmeissa viesti lähetetään aina mahdollisimman lähelle kohdetta ehdosta 3 johtuen.

2.1 Kuinka muodostetaan pieni maailma

2.1.1 Kleinbergin malli

PM-verkkoja voidaan muodostaa monella tavalla. Aloitamme muodostamalla mallin, jonka kehitti Jon Kleinberg citeKleinberg Wattz and Strogatz-mallin pohjalta. Inspiraationa toimi Traversin ja Milgramin suorittama käytännön koe.

Mallinnamme ihmisiä solmuina. Tämä joukko solmuja muodostaa $n \times n$ ruudukon, missä

$$V = \{(i,j) : i \in \{1,2,\ldots,n\}, j \in \{1,2,\ldots,n\}\}.$$

Olkoon ruudukkoetäisyys $d((i,j),(k,l)) = |k-i| + |l-j|$. Solmulla u on *paikallinen kontakti* solmun v kanssa, jos $d(u,v) \leq p$ jollain vakiolla $p \geq 1$. Solmulla u on myös vakiomäärä, $q \geq 0$, *etäkontakteja*. Etäkontaktit solmujen u ja v välille muodostetaan satunnaisesti todennäköisyysfunktiolla, joka riippuu vakiosta $r \geq 0$ ja etäisyydestä $d(u,v)$. Tarkemmin, etäkontakti muodostuu solmusta u solmuun v todennäköisyydellä $[d(u,u)]^{-r}$. [Kle00]

Tämä tapa muodostaa PM-verkko voidaan tulkita myös geometrisesti. Solmulla u on kaari jokaiseen tarpeeksi lähellä olevaan solmuun. Näiden yhteyksien lisäksi solmulla u on kaaria kauempana ruudukossa. Jos vakio $r = 0$, niin solmujen etäkontaktit ovat jakautuneet tasaisesti ruudukolle. Vakion r kasvaessa etäkontaktit ovat lähempänä ja lähempänä solmua itseään. [Kle00]

Tässä mallissa ovat *etäkontaktit* mielenkiintoisimpia tarkastelun kohteita. Verkon *navigoitavuuteen* vaikuttaa, kuinka tasaisesti etäkontaktit ovat jakautuneet verkkoon. Jos $r = 0$, eli etäkontaktit olisivat jakautuneet tasaisesti verkkoon, niin ahne polunetsintä-algoritmi ei tuottaisi lyhyitä polkuja luotettavasti. Vaikka algoritmi löytäisi solmulta x kaaren solmuun y joka on lähellä kohdetta z, niin solmun y todennäköisyys omata etäkontakti kohteeseen z ei olisi kasvanut. Vakion r ollessa liian suuri olisi hyppyjen määrä myös liian suuri. Silloin viestit eivät pääsisi kulkemaan tarpeeksi pitkälle etäkontaktienkaan avulla..

Tarkemman tarkastelun jälkeen voimme huomata, että etäkontaktien ei tarvitse olla satunnaisesti tuotettuja luodaksemme navigoitava PM-verkko. Etäkontaktien satunnaisuutta vähentämällä verkosta muodostuu ryhmittyneempi, joka edesauttaa mm. vertaisverkkojen virheenkestävyyttä. [CG06].

Rajoitamme etäkontaktien valitsemisen satunnaisuutta rajoittamalla solmun $u = (u_1, u_2)$ mahdollisiksi etäkontakteiksi vain solmut $v = (v_1, v_2)$, joille $u_1 = v_1$ tai $u_2 = v_2$. Tällöin solmun etäkontatkit sijaitsevat samalla suoralla solmun itsensä kanssa ja etäkontaktien valitsemisen satunnaisuus pienenee. Artikkelissa (inproceeding?) [CG06] on todistettu, että etäkontaktien muodostamista rajoittamisesta huolimatta verkon navigoitavuus säilyy. Edellisen ehdon lisäksi voitaisiin myös määritellä muita

ehtoja, jotka koskevat vain osaa solmuista (*yhteisöt*). Myös tällöin verkolla säilyisivät samat ominaisuudet. [CG06]

3 Polunetsintä

3.1 Strategiat

3.1.1 Ahne reititys

Ensimmäisenä tutkimme normaalia ahnetta algoritmia lyhyen polun etsintään. Ahneissa algoritmeissa viestiä kuljettava solmu lähettää viestin aina lähimpänä kohdetta olevalle naapurilleen. Esimerkiksi Kleinbergin esittämässä ahneessa algoritmissa viestiä kuljettava solmu tietää

1. kaikkien solmujen paikalliset kontaktit,
2. kohteen y sijainti ruudukossa
3. ja kaikkien viestiä kuljettaneiden solmujen etäkontaktit ja sijainnit. [Kle00]

.

Luvussa 2.1.1 esitetylle PM-verkolle voidaan muodostaa ahne algoritmi, jonka keskimääräinen *hyppyjen* (monellako solmulla viesti on käynyt) määrä on $\mathcal{O}(log^2 n)$. [Kle00] Käytämme tätä suuretta myöhemmin vertailua varten.

3.1.2 Epäsuora ahne reititys

Epäsuora ahne reititys toimii kuten ahne reititys. Poikkeuksena, viestiä kuljettavalla solmulla u on tiedossa myös solmun v etäkontaktit jos solmulle pätee $d(u, v) \leq q$ jollain etäisyysfunktiolla d ja vakiolla q. Tällöin viestiä kuljettavalla solmulla on mahdollisuus lähettää viesti jonkin itseään lähellä olevan solmun kautta.

3.1.3 Naapurien naapurit

Ahneella naapurien naapurit-algoritmi toimii samalla periaatte kuin epäsuora ahne reititys. Lähellä olevien solmujen sijaan viestiä kuljettavalla solmulla on tiedossa omien naapureidensa kontaktit.

3.2 NN-Ahne

Esitämme erään Naapurien Naapurit-ahneet algoritmin. Kiinnitämme huomiota muodostetun polun pituuteen, jonka merkitys on suurempi mm. vertaisverkkosovelluk-

sissa. Erityisesti vertaamme sitä luvussa 3.1.1 mainittuun algoritmiin, jonka keskimääräinen hyppyjen määrä yhdessä PM-verkossa on $\mathcal{O}(\log^2 n)$.

Algoritmi viestin lähettämisestä solmuun u toiminta kulkee seuraavalla tavalla:

1. Oletetaan viestin olevan solmussa $u \neq t$. Olkoon solmut $w_1, w_2, \ldots, w_k$, solmun u naapureita.
2. Kullekin i olkoon solmut $z_{i_1}, z_{i_3}, \ldots, z_{i_k}$ solmun w_i naapureita.
3. Oletetaan solmun z_{i_j} olevan tästä joukosta lähimpänä kohdetta t.
4. Lähetetään viesti solmuun z_{i_j} solmun u_j kautta.

.

PM-verkossa tälle algoritmille keskimääräinen hyppyjen määrä suurella todennäköisyydellä on $\mathcal{O}(\log^2 n / \log\log n)$. [MNW04] Tällöin NN-Ahne algoritmi on hyvä vaihtoehto esimerkiksi vertaisverkoissa, joissa viestiä ei välttämättä haluta lähettää liian usean solmun läpi. NN-Ahneen algoritmin heikkoutena on naapurien naapurien vieruslistojen ylläpito ja muistissa säilyttäminen.

4 Käytännön sovellukset

4.1 Peer-to-peer verkot

4.2 Luonnollisen kielen tiivistäminen

Luonnollisten kielten tekstien tiivistäminen on hyödyllistä nykymaailmassa elektronisesti käsillä olevan tiedon kasvaessa. Tekstiä voi tiivistää valikoiden ydinkohdat tai esittäen nämä lyhyesti uusin sanoin. Seuraavaksi esittelemme automaattisen valikoivan tiivistämiskeinon, joka käyttää hyväkseen pienten maailmojen topologiaa. Rakennamme tekstin virkkeiden verkon ja poimimme virkkeistä ne, jotka edesauttavat verkkoa eniten olemaan pieni maailma.

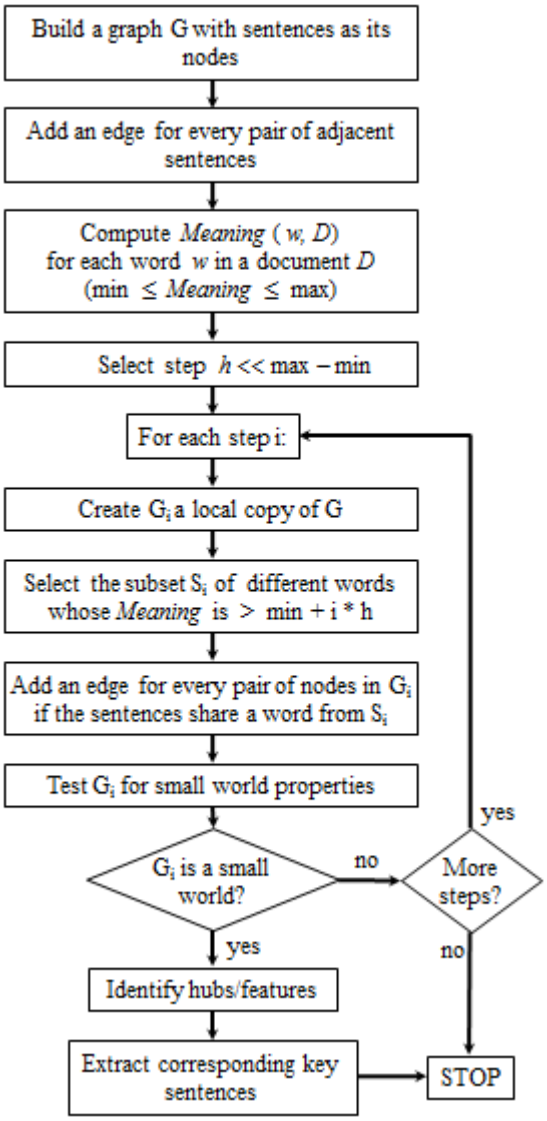
Määrittelemme verkon $G = (V, E)$, jossa pisteet V ovat lauseita ja kaaret E kuvaavat virkkeiden välisiä suhteita. Virkkeellä L on lähikontakti virkkeen L' kanssa, jos virkkeet L ja L' ovat peräkkäisiä. Etäkontaktien muodostamiseen tarvitsemme keinon määrittää virkkeiden yhteyden toisiinsa. Tätä varten rakennamme tekstin tärkeimmistä sanoista joukon $MeaningfulSet(e)$. Etäkontakti kahden virkkeen välille muodostuu vain, jos kummassakin virkkeessä esiintyy jokin joukon $MeaningfulSet(e)$ sanoista.

Joukon MeaningfulSet(e) sanojen määrä suhteessa joukkoon kaikista tekstissä esiintyvistä sanoista vaikuttaa verkon G kaarien määrän ja täten myös tiivistelmän pituuteen ja olennaisuuteen. Jos joukko $MeaningfulSet(e)$ on liian suuri, verkko G ei näytä enää pieneltä maailmalta vaan sattumanvaraisesti muodostetulta verkolta.

Kuitenkin joukon $MeaningfulSet(e)$ ollessa liian pieni verkko G näyttää molempiin suuntiin linkitetyltä listalta josta löytyy muutama poikkeus. Tiivistysmenetelmän toimintaperiaatteen kannalta tällöin on suuresti merkitystä, miten tämä joukko valitaan. Tätä menetelmää emme esitä tässä tutkielmassa.

[BBS11]

Kuva 1 (Automaattinen tekstin tiivistäminen)



//

Lähteet

BBS11 Balinsky, H., Balinsky, A. ja Simske, S. J., Automatic text summarization and small-world networks. *Proceedings of the 11th ACM Symposium on Document Engineering*, DocEng '11, New York, NY,

USA, 2011, ACM, sivut 175–184, URL http://doi.acm.org/10.1145/2034691.2034731.

CG06 Cordasco, G. ja Gargano, L., How much independent should individual contacts be to form a small–world? *Proceedings of the 17th International Conference on Algorithms and Computation*, ISAAC'06, Berlin, Heidelberg, 2006, Springer-Verlag, sivut 328–338, URL http://dx.doi.org.libproxy.helsinki.fi/10.1007/11940128_34.

DHLS06 Duchon, P., Hanusse, N., Lebhar, E. ja Schabanel, N., Could any graph be turned into a small-world? *Theoretical Computer Science*, 355,1(2006), sivut 96 – 103. URL http://www.sciencedirect.com/science/article/pii/S0304397505009187.

Kle00 Kleinberg, J., The small-world phenomenon: An algorithmic perspective. *Proceedings of the Thirty-second Annual ACM Symposium on Theory of Computing*, STOC '00, New York, NY, USA, 2000, ACM, sivut 163–170, URL http://doi.acm.org.libproxy.helsinki.fi/10.1145/335305.335325.

MNW04 Manku, G. S., Naor, M. ja Wieder, U., Know thy neighbor's neighbor: The power of lookahead in randomized p2p networks. *Proceedings of the Thirty-sixth Annual ACM Symposium on Theory of Computing*, STOC '04, New York, NY, USA, 2004, ACM, sivut 54–63, URL http://doi.acm.org.libproxy.helsinki.fi/10.1145/1007352.1007368.

TM69 Travers, J. ja Milgram, S., An experimental study of the small world problem. *Sociometry*, 32,4(1969), sivut 425–443. URL http://www.jstor.org/stable/2786545.