Tiivistelmä artikkelista Constrained Random Walks on Random Graphs: Routing Algorithms for Large Scale Wireless Sensor Networks

Heikki Tikanmäki
20.02.2005

1 Johdanto

Paperissa [1] tarkastellaan reititysongelmaa suurissa verkoissa, joissa on kontrolloimatonta dynamiikkaa. Tilanne on siis periaatteessa varsin realistinen langattomien sensoriverkkojen sovellusta ajatellen. Tässä paperissa oletetaan, että verkossa on suuri määrä solmuja tiheässä. Solmujen ei oleteta liikkuvan verkossa, vaan verkon dynamiikka johtuu solmujen tilapäisistä ongelmista (käytännössä esim. patterin loppuminen).

Koska solmut ovat epäluotettavia turvaudutaan tässä paperissa useamman polun reititykseen. Verkon oletettiin olevan suuri, joten ei voida mielekkäästi tallentaa reittejä solmusta toiseen, varsinkin tapauksissa, joissa verkon topologia on dynaaminen. Lisäksi reittitaulujen ylläpitäminen vaatisi paljon turhaa verkkoliikennettä, mitä halutaan välttää.

Tässä paperissa reititysongelmaan on valittu todennäköisyysteoreettinen lähestymistapa. Paperissa esitellään muutamaan yksinkertaistettuun tapaukseen satunnaisalgoritmi reititysongelmaan. Paikallisesti verkon solmut toimivat reitityspäätöksissään riippumattomasti ja ainoastaan paikallisen informaation perusteella. Verkossa välitettävä paketti voidaan siis ajatella satunnaiskulkuna (random walk) graafissa. Paikallisella tasolla (mikrotasolla) verkossa välitettävät paketit liikkuvat satunnaisesti, mutta koko verkon tasolla (makrotasolla) liikennemäärät saavuttavat tasapainojakauman. Innoitusta lähestymistavan valinnassa kirjoittajat ovat saaneet mm. tilastollisesta fysiikasta, missä mikrotason hiukkasten satunnaisesta liikkeestä saadaan hyvin ei-satunnainen käytös makrotason ilmiöille.

Paperissa esitetään lisäksi, miten paketin reititystä mallintavan satunnaiskulun paikalliset parametrit pitäisi valita, jotta verkon kokonaisliikenne jakautuisi mahdollisimman tasaisesti. Tämä voidaan ratkaista analyyttisesti yksinkertaisessa neliöhilassa. Monimutkaisempiin tapauksiin on esitelty heuristiikat, joiden perusteella saadaan tasattua verkon liikennemäärää samaan tapaan, vaikkakaan ihan tasaisesti liikennettä ei saada jakautumaan yhtään epäsäännöllisemmässä verkon topologiassa.

Kirjoittajat nostavat kolme keskeistä haastetta esille reititysalgoritmin kehittämisessä: suuri solmujen määrä verkossa, verkon topologiatiedon puute sekä verkon kontrolloimaton dynamiikka (solmut päällä tai pois päältä). Ratkaisuksi esitetään

- Verkon koon aiheuttamat ongelmat hoidetaan kehittämällä hajautettu algoritmi, jolloin tarvitaan vain paikallista informaatiota.
- Reitityspäätökset perustuvat siihen tietoon, mitä kullakin solmulla on verkosta. Erityisesti kirjoittajat ovat kiinnostuneet algoritmeista, joissa kaukana olevien solmujen tilojen vaikutus paikalliseen päätökseen on vähäinen.
- Kontrolloimattoman dynamiikan aiheuttamia ongelmia voidaan hallita, jos algoritmi pystyy hyödyntämään suurta määrää mahdollisia reittejä. Kaikkien reittien määrittäminen on laskennallisesti hyvin raskasta. Monissa tapauksissa tämä sisältää NP-vaikeita ongelmia. Tämän takia algoritmin pitäisi pystyä käyttämään monia polkuja listaamatta niitä.

Kokonaiseksi ratkaisuksi reititysongelmaan tarjotaan sopivasti muodostettuja rajoitettuja satunnaiskulkuja graafeissa. Keskeinen haaste on pystyä generoimaan tällaiset satunnaiskulut ottaen huomioon edellä kuvatut hajautuksen aiheuttamat rajoitteet.

Mitä sitten pitää tehdä, jotta päästäisiin haluttuun lopputulokseen.

- Täytyy määrittää sopivat tasapainojakaumat määriteltäville satunnaiskuluille. Ihanteellisessa tapauksessa halutaan kahden makrotason ominaisuuden olevan voimassa. Paketit vierailevat vain niissä solmuissa, jotka sijaitsevat lyhimmillä reiteillä. Ottaen huomioon tämä rajoitus halutaan, että solmussa vierailevien pakettien määrä ei riipu kyseisestä solmusta. Siis liikenne jaetaan tasaisesti useille solmuille, jolloin yksittäisten solmujen epävakauden aiheuttamat ongelmat minimoituvat.
- Lisäksi pitää määritellä hajautettu algoritmi, jolla lasketaan satunnaiskulkujen lokaalit parametrit, jotta saavutetaan haluttu tasapainojakauma.
- Jotta reitityksen tehokkuus ei riippuisi verkon koosta, halutaan, että tämä algoritmi käyttää vain paikallista tilatietoa, yhden askeleen päässä olevien naapurien ylläpitämää tilatietoa ja pakettien kuljettamaa tietoa.

Esitetään nyt graafina tarkasteltava verkko, jossa paketteja reititetään. Yksinkertaisuuden vuoksi oletetaan, että kaikki reititykset tapahtuvat yhdestä lähteestä yhteen kohdesolmuun.

Olkoon $G = (V, E)$ graafi, missä V on solmujen joukko ja E kaarien joukko. Olkoon lisäksi $v \in V$ solmu, jolloin merkitään $N(v) = \{u_1, \ldots, u_{n_v}\}$ on solmun v naapureiden joukko. Joukko $\pi_v = \{p_1, \ldots, p_{n_v}\}$ kuvaa todennäköisyyksiä, joiden mukaisesti saapunut paketti lähetetään kullekin naapurille. Jotta todennäköisyydet olisivat mielekkäästi määriteltyjä, täytyy luonnollisesti vaatia $\sum p_i = 1$ ja $p_i \geq 0$ kaikilla i.

Tekemällä erilaisia oletuksia verkon topologiasta ja dynamiikasta saadaan monia erilaisia reititysjärjestelmiä.

2 Satunnaiskulut säännöllisissä ja staattisissa graafeissa

Ensimmäisenä tapauksena käydään läpi säännöllinen neliöhila kahdessa ulottuvuudessa. Reitityksen oletetaan tapahtuvan kulmasta vastakkaiseen kulmaan. Kullakin solmulla on neljä naapuria (yläpuolella, alapuolella, vasemmalla ja oikealla), reunalla naapurisolmuja on luonnollisesti vähemmän.

Merkitään G_N on $N \times N$-hila, jossa solmut voidaan esittää pareina $[i, j]$, missä $0 \leq i, j \leq N-1$. Solmun $[i, j]$ naapurit ovat siis solmut $[i, j+1]$, $[i, j-1]$, $[i+1, j]$ ja $[i-1, j]$. Oletetaan jatkossa, että solmu $[0, 0]$ lähettää paketin solmulle $[N-1, N-1]$. Hilan l:s diagonaali $D(l)$ on niiden solmujen $[i, j]$ joukko, joilla $i + j = l$.

Tässä vaiheessa on hyvä huomata, että kaikilla lyhimmillä reiteillä (hyppyjen määrän mielessä) kullakin diagonaalilla käydään tasan yhdessä solmussa. Tarkoituksena on nyt määritellä siirtymätodennäköisyydet niin, että paketti käy kaikissa samalla diagonaalilla olevissa solmuissa yhtä todennäköisesti.

Määritellään vielä pari oleellista merkintää. $|D(l)|$ on l:nnen diagonaalin solmujen lukumäärä ja $d_e[i, j]$ on lyhin etäisyys solmusta $[i, j]$ hilan reunalle.

Lopuksi jaetaan vielä verkko kahteen osaan:

- "Laajentumisosaan", jossa paketti liikkuu diagonaaleja pitkin ja solmujen määrä diagonaaleilla kasvaa. Tällöin luonnollisesti pakettien määrä solmua kohti vähenee.
- "Tiivistysosaan", jossa paketti liikkuu diagonaaleja pitkin, mutta pakettien määrä diagonaaleilla vähenee. Tällöin vastaavasti pakettien määrä solmua kohti kasvaa.

Aluksi siis reititetään laajentumisosassa, kunnes saavutaan pisimmälle diagonaalille. Tämän jälkeen diagonaalien koko alkaa kutistua. Samalla vaihtoehtojen määrä alkaa vähetä. Tätä osaa sanotaan tiivistysosaksi.

Tasapainojakauman siirtotodennäköisyyksille pätee seuraava tulos, jos vaaditaan, että kussakin solmussa samalla diagonaalilla käydään yhtä todennäköisesti.

Lause 1 *Laajennusosassa kaikilla solmuilla* $[i, j]$ *ja tiivistysosassa kaikilla paitsi reunalla olevilla solmuilla on tasan kaksi vaihtoehtoa, joihin paketti voidaan lähettää ja jotka ovat lähempänä kohdetta kuin solmu* $[i, j]$.

Olkoon p *todennäköisyys, että paketti lähetetään siihen solmuun, joka on lähempänä reunaa. Tällöin pätee laajennusosassa*

$$p = \frac{|D(i+j)| - d_e[i, j]}{|D(i+j)| + 1} \tag{1}$$

ja tiivistysosassa

$$p = \frac{d_e[i, j]}{|D(i+j)| - 1}. \tag{2}$$

Todistus saadaan helposti induktiolla diagonaalien suhteen erikseen laajennusosalle ja tiivistysosalle. Lisäksi on syytä huomata, ettei lähempänä reunaa oleva ole hyvinmääritelty aina, mutta tällöin $p = 1 - p = \frac{1}{2}$, joten ongelmia ei tule.

Usein solmut eivät tiedä koordinaattejaan hilassa a priori. Nämä voidaan kuitenkin aina laskea rekursiivisesti etäisyystiedoista, joita solmut vaihtavat naapureidensa kanssa. Etäisyydet voidaan laskea käyttämällä synkronisoimatonta versiota Bellman-Fordin algoritmista. Näin saatu koordinaatti-informaatio on koordinaattiakselien nimeämistä vaille yksikäsitteinen.

Simulaatiotulokset osoittavat, että edellä määritellyillä siirtymätodennäköisyyksillä tosiaan voidaan tasata liikennemääriä diagonaalien sisällä. Jos valittaisiin esim. aina $p = \frac{1}{2}$, suurin osa liikenteestä keskittyisi hilan keskellä oleviin solmuihin, mikä aiheuttaisi turhaa liikenteen kasaantumista samoille solmuille.

3 Satunnaiskulut epäsäännällisissä ja staattisissa graafeissa

Edellisessä luvussa oletettiin hyvin suurta säännöllisyyttä tarkasteltavalta graafilta. Nyt oletetaan muuten samanlainen graafi, mutta mukana on satunnaisia häiriöitä, joiden seurauksena osa solmuista ei ole toiminnassa. Kukin solmu on poissa toiminnasta riippumattomasti todennäköisyydellä $q > 0$. Oletetaan, että q on varsin pieni, jolloin lyhimpia mahdollisia reittejä on olemassa suurella todennäköisyydellä. Oletetaan kuitenkin vielä, että solmut eivät vaihda tilaansa kesken kaiken. Tarkoituksena on pystyä tässä vähemmän rakenteellisessa tapauksessa saamaan aikaan sellaiset tasapainojakaumat, joilla olisi vastaava liikennettä tasaava vaikutus, kuin edellä saatiin hieman rakenteellisempaan tapaukseen.

Lähdetään aluksi yleistämään hilakoordinaatteja tähän yleisempään tapaukseen. Kuhunkin solmuun liitetään pari (s, d), missä s on eri reittien määrä lähdesolmuun ja d vastaavasti eri reittien määrä kohdeolmuun. Kaksi reittiä eroaa toisistaan, mikäli ne poikkeavat toisistaan vähintään yhdellä solmulla. Kullekin solmulle voidaan nyt helposti laskea pari (s, d) hajautetusti $C(n, k) = C(n-1, k) + C(n, k-1)$ kahden lähempänä lähdettä/kohdetta olevien naapurisolmujen avulla.

Laajennusosan ja tiivistysosan käsitteet yleistyvät luonnollisella tavalla myös tähän tapaukseen, missä säännöllisestä hilasta on poistettu solmuja.

Olkoon nyt solmu (s, d) hilassa. Säännöllisessä hilassa tällä solmulla on kaksi naapuria, joihin se voi lähettää paketin. Olkoon nämä naapurit (s_1, d_1) ja (s_2, d_2). Merkitään kirjaimella p todennäköisyyttä lähettää paketti solmuun (s_1, d_1). Tällöin laajennusosassa $p = \frac{s_2}{s_1+s_2}$ ja tiivistysosassa $p = \frac{d_1}{d_1+d_2}$. Näitä todennäköisyyksiä voidaan luonnollisesti käyttää vain, jos molemmat mahdolliset seuraajasolmut ovat käytössä.

Yleisesti reitityksessä voi tulla vastaan kolmenlaisia tilanteita:

(a) Sekä $[i + 1, j]$ että $[i, j + 1]$ ovat käytössä,

(b) vain joko $[i + 1, j]$ tai $[i, j + 1]$ on käytössä

(c) tai $[i + 1, j]$ ja $[i, j + 1]$ ovat molemmat poissa käytöstä.

Tapauksessa (a) verkko näyttää paikallisesti säännölliseltä hilalta. Siirtotodennäköisyydet voidaan tällöin määritellä yleistettyjen hilakoordinaattien avulla, kuten yllä esitettiin. Tapauksessa (b) asetetaan todennäköisyys 1 vastaamaan sitä seuraajasolmua, joka on aktiivisena. Tapauksessa (c) asetetaan todennäköisyys 1 vastaamaan sellaista naapuria, jonka etäisyys kohteeseen on aidosti pienempi kuin nykyisen solmun. (Käytännössä tämä siis tarkoittaa palaamista umpikujasta takaisin. Tällaista tilannetta ei voi tapahtua tässä staattisessa tapauksessa, mutta se on syytä ottaa huomioon seuraavassa luvussa esitettävää dynaamista tapausta varten.) On myös mahdollista, että yhtään reittiä kohteeseen ei ole olemassa, jos sopivat solmut väliltä ovat poissa käytössä, mutta siihen ei auta lääkkeeksi mikään algoritmi.

Paperissa on esitetty vastaesimerkki, ettei liikennettä voida jakaa täysin tasaisesti mitenkään, jos säännöllisestä hilasta puuttuu solmuja. Tämän takia joudutaan turvautumaan tällaiseen heuristiikkaan, jolla on kuitenkin monia samoja ominaisuuksia. Kuitenkin säännöllisen hilan tapauksessa tässä määritellyt siirtotodennäköisyydet ovat samat kuin edellisessä luvussa esitetyssä konstruktiossa.

Simulaatiotulokset osoittavat, että tällaisella määrittelyllä saadaan tasattua liikennettä eri poluille varsin hyvin. Oleellista on, että hilasta puuttuu vain vähän solmuja. Solmut ovat poissa käytöstä riippumattomasti ja samalla todennäköisyydellä, joten verkkoon voisi muodostua pahoja pullonkauloja, mikäli suuri osa solmuista olisi poissa käytöstä.

4 Satunnaiskulut dynaamisissa graafeissa

Monimutkaisin tässä paperissa esitelty tapaus on säännöllinen hila, jossa solmut voivat mennä päälle ja pois päältä satunnaisesti noudattaen riippumattomia ja samoin jakautuneita Markov-prosesseja. Toisin sanoen kukin päällä oleva solmu siirtyy kullakin aika-askeleella pois päältä todennäköisyydellä q_1. Vastaavasti pois päältä oleva solmu siirtyy päälle todennäköisyydellä q_2. Kaikki siirtymät tapahtuvat riippumattomasti toisista solmuista. Erilaisilla parametrien q_1 ja q_2 arvoilla saadaan hyvin erilaisia tuloksia.

Solmujen merkintämekanismi säilyy melkein samanlaisena, kuin edellisessä luvussa esitettiin. Ainoa ero on se, että solmun tilan muutos vaikuttaa sen naapurisolmujen merkintöihin (s, d), koska saatavilla olevien reittien määrä muuttuu. Kysymys kuuluukin, kuinka usein tietoja on syytä päivittää.

Simuloinneissa havaittiin, että kontrolloimattoman dynamiikan tapauksessa tasapainojakaumat diagonaaleittain ovat paljon lähempänä tasajakaumaa kuin edellisessä luvussa käsitellyssä staattisessa mutta epäsäännöllisessä tapauksessa. Selitys tälle on, että dynaamisessa tapauksessa tavallaan otetaan keskiarvoa monesta eri staattisesta verkosta, jolloin keskiarvoistus siloittaa jakaumaa.

Huomataan, että solmujen tilanvaihtotodennäköisyydet vaikuttavat olennaisesti siihen, miten tilatietoa kannattaa välittää verkossa. Melko stabiilissa verkossa tilainformaatiota kannattaa vaihtaa, kun muutoksia tulee. Jos taas solmut menevät päälle ja pois päältä lähes yhtä nopeasti kuin tilatiedon päivitysten välittämiseen menee, kannattaa pakettien mieluummin odottaa sitä, että puuttuva solmu käynnistyy uudelleen.

5 Kritiikkiä

Paperin ainoaksi anniksi jäi idea satunnaisalgoritmin käyttämisestä reitityksessä. Optimaaliset parametrit liikenteen jakamiseen tasaisesti voitiin laskea vain hyvin yksinkertaistetussa mallissa. Muutkin paperissa esitetyt mallit olivat hyvin rajoittuneita, mutta silti niihin päästiin käsiksi vain heuristisella tasolla.

Ainoa mahdollinen käytännön sovellus olisi sensoriverkko, jossa jostain syystä on täysin tasavälein erilaisia sensoreita. Ongelmaksi muodostuu kuitenkin se, ettei tässä paperissa käsitellä muuta kuin yhden lähteen ja kohteen mallia. Tämän yleistyksen tekeminen tuskin kuitenkaan olisi mikään kovin ongelmallinen, jos sille olisi oikeasti tarvetta.

Jatkotutkimukselle on siis tarvetta, mikäli tätä aiotaan käyttää jossain tosielämän sovelluksessa. Keskeinen ongelma on, että tässä paperissa käsitellyt topologiavaihtoehdot ovat hyvin rajoittavia. Ilmeisesti tämän(kin) kaltaiset reititysjärjestelmät leviävät käsiin, kun topologiarajoituksista luovutaan. Ainakin parametrien laskeminen muuttuisi hyvin paljon monimutkaisemmaksi.

6 Yhteenveto

Kompleksisuustarkasteluiden perusteella on luonnollista lisätä laajojen langattomien sensoriverkkojen ongelmankuvaukseen satunnaistaminen. Ongelmaksi muodostui sopivien satunnaiskulkujen määritteleminen graafeissa. Satunnaiskulkukonstruktio esiteltiin kolmessa tapauksessa: staattisessa ja säännöllisessä hilassa, staattisessa ja epäsäännöllisessä hilassa sekä dynaamisessa hilassa. Paperissa keskityttiin jakamaan liikennettä vaihtoehtoisille lyhimmille reiteille. Yksinkertaisimmassa tapauksessa laskettiin optimaaliset parametrit satunnaiskululle, jotta liikenne jakautuisi mahdollisimman tasaisesti eri solmuille. Heuristiikalla laajennettiin vastaava konstruktio yleisempään tapaukseen, jossa liikennettä ei edes voida jakaa aivan tasaisesti kaikille solmuille.

6.1 Tulevaisuudessa

Jatkossa tutkimuksessa voidaan lähteä esim. laajentamaan tämänkaltaisia satunnaiskulkumalleja muihinkin, kuin säännölliseen neliöhilaan perustuviin graafeihin. Toinen vaihtoehto olisi lähteä tutkimaan erilaisia yhteysmalleja perustuen säännölliseen neliöhilaan. Monet satunnaisgraafeihin liittyvät ongelmat ovat mielenkiintoisia tämänkaltaisten reititysongelmien kannalta.

Viitteet

[1] S. D. Servetto & G. Barrenechea; Constrained Random Walks on Random Graphs: Routing Algorithms for Large Scale Wireless Sensor Networks; 2002