

Polunhakualgoritmit ja -järjestelmät

Rodion Efremov

Kandidaatintutkielma-aine
HELSINGIN YLIOPISTO
Tietojenkäsittelytieteen laitos

Helsinki, 19. lokakuuta 2014

Tiedekunta — Fakultet — Faculty		Laitos — Institution — Department	
Matemaattis-luonnontieteellinen		Tietojenkäsittelytieteen laitos	
Tekijä — Författare — Author			
Rodion Efremov			
Työn nimi — Arbetets titel — Title			
Polunhakualgoritmit ja -järjestelmät			
Oppiaine — Läroämne — Subject			
Tietojenkäsittelytiede			
Työn laji — Arbetets art — Level	Aika — Datum — Month and year	Sivumäärä — Sidoantal — Number of pages	
Kandidaatintutkielma-aine	19. lokakuuta 2014	12	
Tiivistelmä — Referat — Abstract			
Tiivistelmä.			
Avainsanat — Nyckelord — Keywords			
a, bb, ccc			
Säilytyspaikka — Förvaringsställe — Where deposited			
Muita tietoja — Övriga uppgifter — Additional information			

Sisältö

1	Johdanto	1
2	Tavallisimmat algoritmit	1
3	Kaksisuuntainen haku	2
3.1	Kaksisuuntainen Dijkstran algoritmi	3
3.2	Kaksisuuntainen A^*	4
4	Prioriteettijonon valinta	5
5	Kaikkien parien lyhimät polut	7
6	Ruudukkoverkko ja jump point -haku	7
7	Dijkstran algoritmi kaarivipuilla	8
7.1	Ositustekniikat	9
7.2	Tulokset	10
8	Polunhaku ja Multiple Sequence Alignment -ongelma	10
9	Lyhimät polut ja rinnakkaisuus	10
	Lähteet	11

1 Johdanto

Polunhaku painotetuissa tai painottamattomissa verkoissa on perustavanlaatuisen ongelma, joka ei ole mielenkiintoinen vain itsessään, vaan on toisinaan tarvittava alioperaatio muissa algoritmeissa. Esimerkiksi Edmond-Karpin algoritmi käyttää leveyssuuntaisen haun ratkaistaessaan maksimivuo-ongelmaa; multiple sequence alignment -ongelmaa on ruvettu viime vuosikymmeninä ratkomaan myös heuristisin polunhakualgoritmein.

Verkoista puhuttaessa verkko G on kaksikko (V, A) , jossa V on solmujen joukko, ja $A \subset V \times V$ on (suunnattujen) kaarien joukko. Suuntaamaton verkko $G' = (V, E)$ voidaan aina simuloida suunnatulla verkolla $G = (V, A)$ siten, että jokaista suuntaamatonta kaarta $\{u, v\} \in E$ kohti laitetaan A :han kaaret (u, v) ja (v, u) . (Suunnattu verkko on suuntaamattoman yleistys.) Polunhakua varten, verkosta erotellaan kaksi solmua: lähtösolmu s ja maalisolmu t . Jatkossa, $n = |V|$ ja $m = |E|$; näin esimerkiksi leveyssuuntaisen haun aikavaativuus on $O(n + m)$. Polku on $\gamma_k = \langle u_0, u_1, \dots, u_k \rangle$, missä mikään solmu ei esiinny yhtä kertaa enempää, ja verkossa on kaari (u_i, u_{i+1}) jokaisella $i = 0, 1, \dots, k - 1$. Polkuun liittyvä kustannus on sen kaarien painojen summa, ja mitä tulee itse painoihin, ne oletetaan olevan ei-negatiivisia. Ei-painotettujen verkkojen kohdalla, jokaisen kaaren paino oletetaan olevan 1.

2 Tavallisimmat algoritmit

Edsger W. Dijkstra esitti vuonna 1959 kuuluisan polunhakualgoritminsa, joka käy polynomisessa ajassa [1]. Algoritmi voidaan pitää yhdistävän ”ahneuden” (engl. *greedy algorithm*), dynaamisen ohjelmoinnin ja inkrementaalisen lähestymistavan. Saatuaan lähtösolmun s , algoritmi laskee lyhimpien polkujen puun lähtien solmusta s kunnes t joutuu *avoimeen listaan* (engl. *open list; search frontier*), ja sitä kautta *suljettuun listaan* (engl. *closed list; settled node list*), jolloin lyhin s, t -polku on löytynyt. Hart et al. esittivät vuonna 1968 kuuluisan A^* -algoritminsa, joka – samoin kuten Dijkstran algoritmi – ylläpitää mm. kunkin saavutetun solmun u g -arvon $g(u)$, joka on toistaiseksi pienin kustannus lähtösolmusta s solmuun u , ja joka on taattu olemaan pienin mahdollinen heti kun u poistuu avoimesta listasta [3]. Erona on kuitenkin se, että A^* käyttää kunkin solmun u prioriteettinä sen f -arvo, joka on siis $f(u) = g(u) + h(u)$, missö $h(u)$ on solmun u optimistinen (eli aliarvioitu) etäisyys maalisolmuun. Intuitio tämän järjestelyn takana on se, että A^* ”tietää” mihin suuntaan haku on suunnattava, jota pääsisi maalisolmuun, ainakin paremmin kuin Dijkstran algoritmi, jonka hakuavaruus kasvaa laajenevan pallon tavoin ”kaikkiin suuntiin”. A^* :n pseudokoodi on tasan sama kuin Dijkstran algoritmin (Algoritmi 1), paitsi että rivillä 3 $g(x)$:n sijasta on $f(x)$, jolle siis $f(x) = g(x) + h(x)$. Molemmat kutsuvat TRACEBACK-PATH-rutiinin,

Algoritmi 1: DIJKSTRA-SHORTEST-PATH(G, s, t, w)

Monikkosijoitus

```
1 OPEN, CLOSED,  $g, \pi = (\{s\}, \emptyset, \{(s, 0)\}, \{(s, \mathbf{nil})\})$ 
2 while  $|OPEN| > 0$  do
3    $u = \arg \min_{x \in OPEN} g(x)$ 
4   if  $x$  is  $t$  then
5     return TRACEBACK-PATH( $t, \pi, \mathbf{nil}$ )
6   OPEN = OPEN  $- \{u\}$ 
7   CLOSED = CLOSED  $\cup \{x\}$ 
   Jokaisella solmun  $x$  lapsisolmulla  $u$ , tee...
8   for  $(x, u) \in G.A$  do
9     if  $u \in CLOSED$  then
10      continue
11      $g' = g(x) + w(x, u)$ 
12     if  $u \notin OPEN$  then
13       OPEN = OPEN  $\cup \{u\}$ 
14        $g(u) = g'$ 
15        $\pi(u) = x$ 
16     else if  $g(u) > g'$  then
17        $g(u) = g'$ 
18        $\pi(u) = x$ 
   Ei  $s, t$  -polkua verkossa  $G$ .
19 return  $\langle \rangle$ 
```

joka siis muodostaa lyhimmän polun ”edeltäjäpuusta” (engl. *predecessor tree*) ajassa $\Theta(N)$, missä N on lyhimmän polun solmujen määrä. On huomattava, että A^* palautuu Dijkstran algoritmiin määrittelemällä $h(u) = 0$ jokaisella $u \in V$.

3 Kaksisuuntainen haku

Vaikka A^* on tyypillisesti tehokkaampi kuin Dijkstran algoritmi, käyttämällä *kaksisuuntaista* hakua, voidaan päästää verrattavissa olevaan suoritussykyyn. Ajatus kaksisuuntaisuuden takana on se, että algoritmi kasvattaa kaksi hakupuuta, yksi normaaliin tapaan ja toinen maalisolmusta ihan kuin kaaret olisivat ”käännetty” päinvastaiseen suuntaan, kunnes kaksi hakuavaruutta ”kohtaavat” keskellä. Nyt jos lyhin polku koostuu N kaaresta, ja verkon solmujen keskiarvoinen aste on d , tavallinen, eli yksisuuntainen haku tekee

Algoritmi 2: TRACEBACK-PATH(x, π, π_{REV})

```
1  $u = x$ 
2  $p = \langle \rangle$ 
3 while  $u$  is not nil do
4   lisää  $u$   $p$ :n alkuun
5    $u = \pi(u)$ 
   Kaksisuuntainen haku?
6 if  $\pi_{REV}$  is not nil then
7    $u = \pi_{REV}(x)$ 
8   while  $u$  is not nil do
9     lisää  $u$   $p$ :n loppuun
10     $u = \pi_{REV}(u)$ 
11 return  $p$ 
```

työn

$$\sum_{i=0}^N d^i,$$

kun kaksisuuntainen olisi tehnyt vain

$$2 \sum_{i=0}^{\lceil N/2 \rceil} d^i.$$

Ylläoleva pätee leveyssuuntaiseen hakuun sellaisenaan, ja painotetun haun kohdalla voidaan saada yläraja kertomalla kunkin summan termin tekijällä $O(\log n)$.

3.1 Kaksisuuntainen Dijkstran algoritmi

Ylläolevan analyysin nojalla, on selvä, että Dijkstran algoritmi hyötyy kaksisuuntaisuudesta, eikä edellytä minkäänlaista verkon esiprosessointia. Lisäksi, algoritmin vahvuutena suhteessa A^* :iin ei ole pelkästään verrattavissa oleva tehokkuus, vaan myös heuristiikkafunktion tarpeettomuus. Alla μ on toistaiseksi lyhimmän polun kustannus, joka suorituksen alussa on ∞ . Kun algoritmi löytää toistaiseksi lyhimmän polun hakuavaruuksien kohdatessa, ”välisolmu” m ja sen implikoiva kustannus μ päivitetään. Haku jatkuu siihen asti, kunnes molempien avointen listojen minimialkioiden kustannusten summa on vähintään μ .

Rutiini UPDATE tarkistaa, että yhden hakusuunnan solmu on toisen suljetussa listassa, ja jos asia on niin, yrittää päivittää välisolmun. e_f on kuvaus, jolle $e_f(u) = \{v \in V : (u, v) \in A\}$ jokaisella $u \in V$, ja $e_b(u) = \{v \in V : (v, u) \in A\}$. Molemmat siis määrittelevät ”laajentumisoperaattorit” (engl. *expansion operator*): e_f normaalissa haussa, ja e_b käännettyssä haussa.

Algoritmi 3: EXPAND(OPEN, CLOSED, CLOSED₂, $g, g_2, \pi, \mu, m, e, w$)

```
1  $u = \arg \min_{x \in \text{OPEN}} g(x)$ 
2 OPEN = OPEN -  $\{u\}$ 
3 CLOSED = CLOSED  $\cup \{u\}$ 
4 for  $x \in e(u)$  do
5   if  $x \in \text{CLOSED}$  then
6     continue
7    $g' = g(u)$ 
8   if  $e(u)$  gives child nodes of  $u$  then
9     "Normaali" haku.
10     $g' = g' + w(u, x)$ 
11  else
12    Käännetty haku.
13     $g' = g' + w(x, u)$ 
14  if  $x \notin \text{OPEN}$  then
15    OPEN = OPEN  $\cup \{x\}$ 
16     $g(x) = g'$ 
17     $\pi(x) = u$ 
18    UPDATE( $x, \text{CLOSED}_2, g', g_2, \mu, m$ )
19  else if  $g(x) > g'$  then
20     $g(x) = g'$ 
21     $\pi(x) = u$ 
22    UPDATE( $x, \text{CLOSED}_2, g', g_2, \mu, m$ )
```

3.2 Kaksisuuntainen A^*

Kaksisuuntaisen A^* :n saa aikaan muuttamalla algoritmin 3 rivillä 1 esiintyvä $g(x)$ $f(x)$:ksi ja muuttamalla TERMINATE-rutiinin ehto seuraavanlaiseksi:

$$\max_{x \in \text{OPEN}} (f(x), f_{REV}(x)) \geq \mu,$$

jonka ehdotti Ira Pohl vuonna 1971 algoritmissaan BHPA [6].

Vuonna 2007 Taeg-Keun Whangbo ehdotti toisenlaisen kaksisuuntaisen heuristisen hakualgoritmin [9]. h -arvon sijasta, määritellään

$$l(x) = \frac{(s-p) \cdot (x-p)}{|s-p|}, x \in \text{OPEN},$$
$$l_{REV}(x) = \frac{(t-p) \cdot (x-p)}{|t-p|}, x \in \text{OPEN}_{REV}.$$

Kun kaksi hakuavaruutta kohtaavat solmussa p , piirretään p :n kautta kulkeva viiva Λ , joka on normaali sen viivan kanssa, joka kukee solmujen s, t kautta.

Algoritmi 4: UPDATE($x, \text{CLOSED}, g', g, \mu, m$)

```
1 if  $x \in \text{CLOSED}$  then
2    $p = g' + g(x)$ 
3   if  $\mu > p$  then
4      $\mu = p$ 
5      $m = x$ 
```

Nyt esimerkiksi jokaisella $x \in \text{OPEN}_{REV}$, $l_{REV}(x)$ on solmun x etäisyys Λ :sta, ja uusi pysähtymisehto on

$$L_{\min}^1 \leq \min_{x \in \text{OPEN}} (g(x) + l(x)),$$
$$L_{\min}^2 \leq \min_{x \in \text{OPEN}_{REV}} (g_{REV}(x) + l_{REV}(x)),$$

missä L_{\min}^1 on lyhimmän s, p -polun kustannus normaalin haun puussa, ja L_{\min}^2 analogisesti lyhimmän p, t -polun kustannus vastakkainsuuntaisessa haussa. Whangbo raportoi tavallisen A^* :n vievän yhteensä 372 aikayksikköä laskettuna yhteen yli joukon hakuja. Samalla datalla BHPA vie 509 aikayksikköä, ja Whangbon variantti 209 aikayksikköä (huomaa BHPA:n vievän enemmän aikaa kuin tavallinen A^*).

4 Prioriteettijonon valinta

Polkua hakiessa painotetussa verkossa joudutaan käyttämään prioriteettijonoja, jotka ovat tarpeellisia pitääkseen haut optimaaleina, ja joiden oletetaan tarjoavan ainakin neljä operaatiota:

1. INSERT(H, x, k) tallettaakseen solmun x sen prioriteetin k kera,
2. DECREASE-KEY(H, x, k) päivittääkseen solmun x talletetun prioriteetin (pienemmäksi),
3. EXTRACT-MINIMUM(H) poistaakseen pienimmän prioriteetin omaava solmu, ja
4. IS-EMPTY(H) varmistaakseen, että jonossa on vielä alkioita.

Helpoin prioriteettijonorakenne (jatkossa vain ”keko”), jonka operaatiot (1) - (3) käyvät logaritmisessa ajassa, on binäärikeko. Tällaisella keolla Dijkstran ja A^* -algoritmit käyvät kumpikin ajassa $O((m+n) \log n)$. Teoriassa edelläoleva ylläraja voidaan parantaa käyttämällä Fibonacci-kekoa, jonka lisäysoperaatio (1) käy eksaktissa vakioajassa, päivitysoperaatio (2) tasoitettussa vakioajassa, ja poisto-operaatio (3) tasoitettussa ajassa $O(\log n)$, jolloin haut voidaan suorittaa ajassa $O(m + n \log n)$. Huomaa, että kaikki tähän asti mainitut

Algoritmi 5: BIDIRECTIONAL-DIJKSTRA-SHORTEST-PATH(G, s, t, w)

```

1 OPEN, CLOSED,  $g, \pi = \{s\}, \emptyset, \{(s, 0)\}, \{(s, \mathbf{nil})\}$ 
2 OPENREV, CLOSEDREV,  $g_{REV}, \pi_{REV} = \{t\}, \emptyset, \{(t, 0)\}, \{(t, \mathbf{nil})\}$ 
3  $\mu = \infty$ 
4  $m = \mathbf{nil}$ 
5 while  $|OPEN| \cdot |OPEN_{REV}| > 0$  do
6   if  $m$  is not nil then
7      $p = \text{TERMINATE}(\text{OPEN}, \text{OPEN}_{REV},$ 
8                        $g, g_{REV},$ 
9                        $\pi, \pi_{REV},$ 
10                       $\mu, m)$ 
11     if  $p$  is not nil then
12       return  $p$ 
13   Triviaali kuormantasaus
14   if  $|OPEN| < |OPEN_{REV}|$  then
15     EXPAND( $\text{OPEN},$ 
16            $\text{CLOSED},$ 
17            $\text{CLOSED}_{REV},$ 
18            $g, g_{REV}, \pi, \mu, m, e_f, w)$ 
19   else
20     EXPAND( $\text{OPEN}_{REV},$ 
21            $\text{CLOSED}_{REV},$ 
22            $\text{CLOSED},$ 
23            $g_{REV}, g, \pi_{REV}, \mu, m, e_b, w)$ 
24 return  $\langle \rangle$ 

```

keot perustuvat vertailuihin, ja teoriassa enintään yksi operaatiosta INSERT tai EXTRACT-MINIMUM voi käydä eksaktissa tai tasoitettussa vakioajassa, ja toisen on käyttävä ajassa $\Omega(\log n)$, koska muuten algoritmi 7 tällaisella keolla rikkoisi vertailuihin perustuvan lajittelemisen informaatioteoreettisen rajan, joka on $\Omega(n \log n)$. Jos kuitenkin kaarien painot ovat kokonaislukuja, $O(m + n \log n)$ -rajaa voidaan parantaa: Mikkel Thorup esitti vuonna 2003 keon, jonka poisto-operaatio käy ajassa $O(\log \log \min n)$ ja muut operaatiot vakioajassa [8]. Jos kuitenkin kokonaislukupainot ovat väliltä $[0, N)$, poisto-operaatio voidaan suorittaa ajassa $O(\log \log \min\{n, N\})$. Nyt selvästi haun aikavaativuus tällaisella keolla on $O(m + n \log \log \min\{n, N\})$.

Algoritmi 6: TERMINATE($\text{OPEN}, \text{OPEN}_{REV}, g, g_{REV}, \pi, \pi_{REV}, \mu, m$)

```
1 if  $\min_{x \in \text{OPEN}} g(x) + \min_{x \in \text{OPEN}_{REV}} g_{REV}(x) \geq \mu$  then
2   return TRACEBACK-PATH( $m, \pi, \pi_{REV}$ )
3 return nil
```

Algoritmi 7: GENERIC-HEAP-SORT(S, H)

```
Tyhjennä keko
1  $H = \emptyset$ 
2 for  $i = 1$  to  $|S|$  do
3    $S[i]$  on itsensä prioriteetti.
4   INSERT( $H, S[i], S[i]$ )
5 for  $i = 1$  to  $|S|$  do
6    $S[i] = \text{EXTRACT-MINIMUM}(H)$ 
```

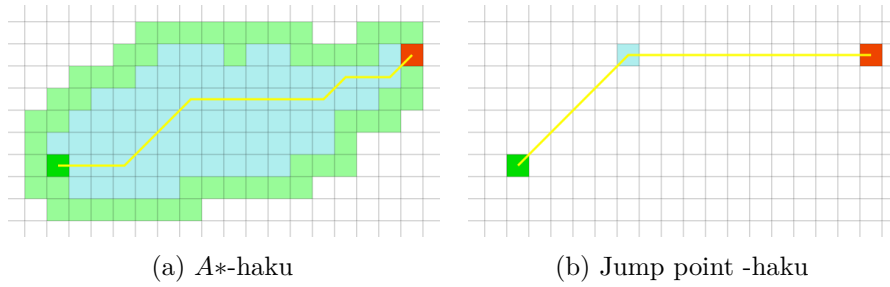
5 Kaikkien parien lyhimvät polut

Toisinaan on annettu n solmua ja halutaan löytää lyhimvät polut kaikkien kahden eri solmun välillä. Yksi tehokkaimmista algoritmeista on Floyd-Warshallin algoritmi, joka käy ajassa $\Theta(n^3)$, eikä sen toiminta riipu kaarien määrästä m . Ellei kohdeverkko ole täysi ($m = o(n^2)$), Johnsonin algoritmi saattaa olla parempi valinta, sillä Fibonacci-keolla edellämainittu käy ajassa $O(n^2 \log n + nm)$. Ajatus Johnsonin algoritmista on ensin tarkistaa, ettei verkossa ole negatiivisen kustannuksen omaava sykli, minkä jälkeen algoritmi ajaa n kertaa Dijkstran algoritmin jokaisesta solmusta, ja jokaisella kerralla hakee kokonaisen lyhimpien polkujen puun.

Ylläesitetystä aikavaativuudesta ilmenee, ettei asianomaiset algoritmit ole tarpeeksi tehokkaita jo n :n arvoilla yli 10000. Jos kuitenkin ongelman koko sallii kaikkien parien algoritmin ajon, algoritmi palauttaa ”edeltäjämatriisin” (engl. *predecessor matrix*), josta N :n solmun lyhin polku voidaan rakentaa ajassa $\Theta(N)$, mitä ei pysty parantamaan tuon enempää, ei ainakaan ilman edistynempää algoritmiikkaa. (Ja vaikka voisikin, polun tulostaminen ja/tai piirtäminen on jo vähintään $\Omega(N)$.)

6 Ruudukkoverkko ja jump point -haku

Ruudukkoverkko (engl. *grid graph*) on suuntamattoman verkon erikoistapaus, ja sen rakenne voidaan määritellä siten, että kullakin solmulla on kahden kokonaisluvun koordinaatti, eli solmujoukko on $\{(x, y) : 1 \leq x \leq w, 1 \leq y \leq h\}$, missä w on ruudukkoverkon leveys ja h on sen korkeus. Nyt kun on annettu kaksi solmua (x_1, y_1) ja (x_2, y_2) , jos vain yksi koordinaateista



Kuva 1: Polkusymmetria

eroavat yksikön verran, kyseessä on vaaka- tai pystysuuntainen kaari ja sen painoksi asetetaan 1. Toisaalta, kun molemmat koordinaatit eroavat yksikön verran, kyseessä on vino kaari, jonka painoksi asetetaan $\sqrt{2}$. On selvää, että jo leveyssuuntainen haku on optimaali tällaisella verkolla, sillä aina kun se etenee vinottain, esim. solmusta (x, y) solmuun $(x + 1, y - 1)$, se ohittaa kahden kaaren siirron solmun $(x + 1, y)$ tai $(x, y - 1)$ kautta, joka pidentäisi lyhimmän polun pituuden kahdella yksiköllä $\sqrt{2}$ sijaan. Heuristinen haku on kannattavaa tällaisella verkkotyypillä, sillä heuristiset funktiot kuten eukliidinen (tai Manhattan-metriikka, jos ei sallita vinot kaaret) on helppoa toteuttaa ilman esiprosessointia. Toisaalta, juuri tällaisella verkkotyypillä A* kärsii polkujen ”symmetriasta”, kuten kuvasta 1a ilmenee. Jos siis solmujen s ja t molemmat koordinaatit eroavat, A* kasvattaa suunnikkaanmuotoisen hakuavaruuden solmusta s solmuun t , sillä niiden välissä on monta saman kustannuksen omaavaa polkua. Kuten yleensä erikoistapauksiin rajoittuessa, polunhaku ruudukolla voidaan tehdä paljon tehokkaammin. Vuonna 2011 Harabor ja Grastien esittivät ”jump point search” -nimisen A*:n muunnelman, joka karsii pois polkusymmetriat ja etenee ”hyppien” yli monen solmun siinä, missä muut algoritmit etenevät jokaisen välisolmun kautta [2].

7 Dijkstran algoritmi kaarivipuilla

Vuonna 2007 Möhring et al. esittivät mielenkiintoisen tavan nopeuttaa Dijkstran algoritmi [5]. Ajatuksena on osittaa suunnatun verkon $G = (V, A)$ solmujoukko osioihin V_1, \dots, V_p siten, että

$$\bigcup_{i=1}^p V_i = V,$$

ja $V_i \cap V_j = \emptyset$ jokaisella $i \neq j$. Ositus voidaan toteuttaa kuvauksella $r: V \rightarrow \{1, \dots, p\}$. Kustakin osiosta V_i puhuttaessa, sen ”rajasolmut” (engl. *boundary nodes*) määritellään joukkona

$$B_i = \{v \in V_i : \exists(u, v) \in A \text{ siten että } r(v) \neq r(u)\}.$$

Lisäksi, järjestelmä liittää jokaiseen verkon kaareen ”kaarivipuvektorin” (engl. *arc-flag vector*), jota voidaan toteuttaa p :n bitin bittivektorina. Nyt jokaisella osiolla V_i järjestelmän esiprosessointialgoritmi ajaa ”takaperin” tavallisen Dijkstran algoritmi kustakin rajasolmusta $b \in B_i$, ja asettaa tuloksena syntyvässä lyhimpien polkujen puussa jokaisen kaaren a kohdalla a :n vipuvektorin $r(b)$:s bitti päälle. Tuloksena syntyvässä järjestelmässä, hakiessa polkua solmuun t , nopeutettu Dijkstran algoritmi voi karsia kaikki ne kaaret, joiden vektorin $r(t)$:s bitti ei ole päällä, ainakin niin kauan kunnes haku pääsee samaan osioon solmun t kanssa. Tekniikka voidaan siis nähdä tasopainoilevan tavallisen Dijkstran algoritmin ($V_1 = V$) ja kaikkien parien algoritmin (kukin solmu on osio) välillä.

7.1 Ositustekniikat

Kuten ylläolevasta kävi ilmi, ”kaarivipu”-Dijkstra vaatii verkon solmujen osituksen, minkä jälkeen joudutaan esiprosessoimaan koko verkko. Koska esiprosessoinnin aika riippuu lineaarisesti kaikkien osioiden kaikkien rajasolmujen yhteenlasketusta määrästä, jälkimmäisen minimointi on toivottavaa.

Mikäli on annettu kunkin solmun koordinaatit tasossa, helpoin tapa osioida verkko (”ruudukointi”) on jakaa pienin, kaikki solmut sisältävä suorakulmio w sarakkeeseen ja h riviin. Tämä ei kuitenkaan ole vaillo ongelmia: esimerkiksi viidenkymmenen neliökilometrin osio pääkaupunkiseudulla sisältäisi paljon enemmän infrastruktuuria kuin jokin samankokoinen alue Kainuun maakunnassa. Asia voidaan parantaa käyttämällä ”nelipuita” (engl. *quad-tree*): koko suorakulmio jaetaan neljään, samankokoiseen suorakulmioon, minkä jälkeen jaetaan jälkimmäiset, ja niin edelleen pysäyttäen jaon niiden suorakulmioiden kohdalla, joissa on enintään κ solmua (κ annetaan nelipuu-algoritmillemme parametrina). Tämä ottaa solmujakauman jo paremmin kuin ruudukointi, mutta ei niin hyvin kuin kd -puu (engl. *kd-tree*), joka lajittelee kaikkien solmujen listan ensin esimerkiksi x -koordinaattien perusteella, poimii mediaanialueen x -koordinaatin x_{mid} , ja implisiittisesti jakaa koko listan kahteen osalistaan V_{\leq} ja $V_{>}$, missä $V_* = \{x \in V : x * x_{mid}\}$, minkä jälkeen lajitellaan V_{\leq} ja $V_{>}$, mutta jo y -koordinaattien perusteella, ja jako pysähtyy niiden solmujoukkojen kohdalla, joissa on enintään κ solmua (tässäkin κ on nelipuulle annettu parametri).

Neljäs tapa, jota Möhring et al. ovat tarkastelleet, on vuonna 1998 kehitetty METIS [4], joka ei edes tarvitse solmukoordinaatteja. Järjestelmä toimii siten, että syöteverkosta G_i muodostetaan verkko G_{i+1} siten, että G_i :ssä korvataan ”tiheästi” kytketyt solmut yhdellä solmulla verkossa G_{i+1} , ja niin jatkaen pääsee tarpeeksi pieneen verkkoon G_{min} , jonka osittaminen on tarpeeksi tehokasta. Kun G_{min} on ositettu, kuljetaan redusointiketjussa takaperin ja laajennetaan väliverkot G_{min-1}, \dots, G_1 , kunnes päästään alkuperäiseen verkkoon $G_0 = G$.

7.2 Tulokset

Koska kaksisuuntainen haku on mahdollista myös kaarivipujärjestelmässä, asia vaatii vain sen, että kuhunkin kaaren liitetään kaksi vipuvektoria, yksi kutakin hakusuuntaa varten. Tällaisella algoritmilla Möhring et al. raportoivat nopeutuksen suhteessa tavalliseen Dijkstran algoritmiin olleen yli 500 noin yhden miljoonan solmun ja 2.5×10^6 kaaren verkolla.

8 Polunhaku ja Multiple Sequence Alignment -ongelma

Multiple sequence alignment -ongelmassa on annettu κ sekvenssiä yli aakkoston Σ , kustannusmatriisi $c: \Sigma^2 \rightarrow \mathbb{Z}$ ja ”välisakko” (engl. *gap penalty*), joka liittyy merkkiin -. Tarkoituksena on laittaa eri sekvensseissä välimerkit ”-” siten, että jokainen (mahdollisesti) pidennetty sekvenssi sisältää saman määrän merkkejä, ja koko ”linjaus” (engl. *alignment*) omaa optimaalin kustannuksen. Jos M on $\kappa \times L$ -matriisi, jossa kukin rivi on tietty sekvenssi välimerkkeineen, kunkin sarakkeen s kustannus määritellään olevan

$$\mathfrak{C}(s) = \sum_{1 \leq i < j \leq \kappa} c(M_{i,s}, M_{j,s}),$$

ja koko linjauksen kustannus on

$$\sum_{i=1}^L \mathfrak{C}(i).$$

Lisäksi, määritellään $c(-, -) = 0$, ja aina kun jompikumpi merkki $a \in \Sigma$ ja toinen on väli -, käytetään merkkiparin kustannuksena em. ”välisakko”.

9 Lyhimmät polut ja rinnakkaisuus

Toistaiseksi lyhimpien polkujen haku ei juuri antanut paljon aihetta rinnakkaistamiseen. Vuonna 1998 Meyer ja Sanders esittivät Δ -stepping -nimisen algoritminsa, joka asettaa kunkin saavutetun solmun u omaan ”koriin” (engl. *bucket*) numero i aina, kun $g(u) \in [(i-1)\Delta, i\Delta)$, jolloin kukin säie käsittelee vain osan kaikista koreista. ²¹⁹ solmun verkolla, jonka keskiarvoinen asteen 3, Meyer ja Sanders raportoivat peräkkäisen (engl. *sequential*) version olleen 3.1 kertaa nopeampi kuin ”optimoitu” Dijkstran algoritmi, ja 16 suorittimen hajautetussa järjestelmässä nopeutus 9.2 on mitattu suhteessa peräkkäiseen Δ -stepping -algoritmiin. On huomattava, että algoritminsa toiminta riippuu Δ :n arvosta, ja Meyer et al. ehdottavat arvon $\Delta = 4/d$, missä d on keskiarvoinen solmun aste.

Rinnakkaistamiseen liittyvien käytännön ongelmista huolimatta, myös kaksisuuntaisen A^* :n variantti nimeltään NBA* sai rinnakkaisen version:

PNBA* käyttää kaksi säiettä, kukin omaa hakusuuntaa varten, ja sisältää suhteellisen vähän synkronoinnin tarvetta [7]. Esimerkiksi, 15-palapelillä (engl. *15-puzzle*), NBA* löysi lyhimmän 58 siirron polun noin 2.5 kertaa nopeammin kuin A*, ja PNBA* oli noin tasan kaksi kertaa nopeampi kuin edellinen.

On huomattava, että rinnakkaistaessa algoritmeja, ei ole mahdollista saada mielivaltaisen suuria nopeutuksia jo Amdahlin lain nojalla, jonka mukaan maksimaalinen nopeutus on

$$\frac{1}{(1 - P) + \frac{P}{N}},$$

missä N on suorittimien määrä ja $P \in (0, 1]$ on sen laskennan suhteellinen osuus, jota voidaan tehdä rinnakkain, eikä P ole koskaan 0, sillä jokaisessa rinnakkaisessa laskennassa joudutaan luomaan säikeet, mikä on ainakin osittain peräkkäinen operaatio. Ottaen raja-arvon N :n kasvaessa rajatta, saadaan maksimaalinen nopeutus $1/(1 - P)$.

Lähteet

- [1] Dijkstra, Edsger W.: *A note on two problems in connexion with graphs*. Numerische Mathematik, 1:269–271, 1959.
- [2] Harabor, Daniel ja Grastien, Alban: *Online Graph Pruning for Pathfinding on Grid Maps*. Teoksessa *25th National Conference on Artificial Intelligence. AAAI*, 2011.
- [3] Hart, Peter E., Nilsson, Nils J. ja Raphael, Bertram: *A formal basis for the heuristic determination of minimum cost paths*. IEEE Transactions on Systems, Science, and Cybernetics, SSC-4(2):100–107, 1968.
- [4] Karypis, George ja Kumar, Vipin: *A Fast and High Quality Multilevel Scheme for Partitioning Irregular Graphs*. SIAM J. Sci. Comput., 20(1):359–392, joulukuu 1998, ISSN 1064-8275. <http://dx.doi.org/10.1137/S1064827595287997>.
- [5] Möhring, Rolf H., Schilling, Heiko, Schütz, Birk, Wagner, Dorothea ja Willhalm, Thomas: *Partitioning Graphs to Speedup Dijkstra's Algorithm*. J. Exp. Algorithmics, 11, helmikuu 2007, ISSN 1084-6654. <http://doi.acm.org/10.1145/1187436.1216585>.
- [6] Pohl, Ira: *Bi-directional search*. Machine Intelligence 6, sivut 127–140, 1971.
- [7] Rios, Luis Henrique Oliveiral ja Chaimowicz, Luiz: *PNBA*: A Parallel Bidirectional Heuristic Search Algorithm*. 2010.

- [8] Thorup, Mikkell: *Integer Priority Queues with Decrease Key in Constant Time and the Single Source Shortest Paths Problem*. Teoksessa *Proceedings of the Thirty-fifth Annual ACM Symposium on Theory of Computing*, STOC '03, sivut 149–158, New York, NY, USA, 2003. ACM, ISBN 1-58113-674-9. <http://doi.acm.org/10.1145/780542.780566>.
- [9] Whangbo, Taeg Keun: *Efficient Modified Bidirectional A* Algorithm for Optimal Route-Finding*. Teoksessa *New Trends in Applied Artificial Intelligence, 20th International Conference on Industrial, Engineering and Other Applications of Applied Intelligent Systems, IEA/AIE 2007, Kyoto, Japan, June 26-29, 2007, Proceedings*, sivut 344–353, 2007. http://dx.doi.org/10.1007/978-3-540-73325-6_34.