

Routing protokollok hatékonysága

KURUC GÁBOR

Vodafone Magyarország Rt.
gabor.kuruc@vodafone.com

LÓJA KRISZTINA

BME, Távközlési és Médiainformatikai Tanszék
loja@math.bme.hu

Reviewed

Kulcsszavak: késleltetés és sávszélesség, gráfok, Nash-egyensúly

A routing kérdései élesen vetődnek fel napjaink mobil távközlésében. Az új és egyre intelligensebb rendszerek lehetővé teszik, hogy több alternatív útvonalat használjanak fel a forgalom továbbítására egyidőben. Így ezek a hálózatok egy többszörös elérésű hálózatot alkotnak, melyeknél fontos az optimális forgalomirányítás megtalálása. A problémák hasonlóak fix és mobil hálózatokban egyaránt. Mindezek felvetik a kérdést: található-e optimális megoldás, és ha igen, akkor az egyértelmű-e?

1. Absztrakció

A cél egy olyan absztrakt hálózat megalkotása, mely lehetővé teszi a routing algoritmusok modellezését és összehasonlítását. Így ebben a modellben elhanyagoljuk a routerek közti adminisztratív jelzés-kapcsolatot. Mivel a cél a QoS vizsgálata, ezért csak QoS-t igénylő fix sávszélesség-igénnyel jellemezhető forgalmat tételezünk fel (Mivel a QoS-t igénylő valósidejű forgalom teljes ideje alatt fent kell tartani az igényelt sávszélességet).

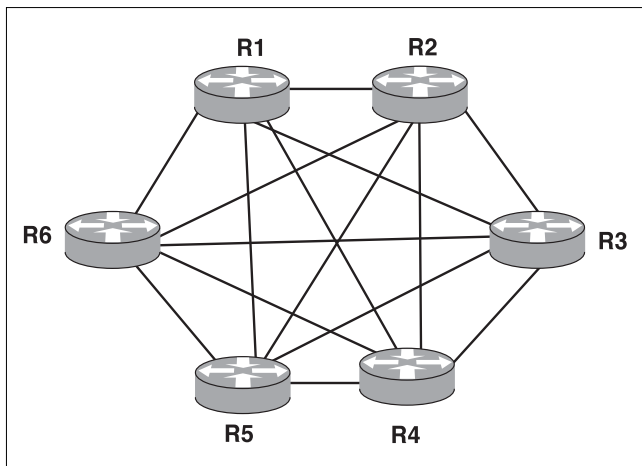
Vizsgálataink során a QoS igényeket maximális megengedett késleltetéssel (d_p) és sávszélesség igényrel (w_p) jellemezzük P útvonalon.

Tételezzünk fel egy zárt rendszert, ahol R darab router irányítja a forgalmat. A $G(V,E)$ gráf topológiában $\|V\| = R$, a gráf pontjai a routereknek felelnek meg és E jelöli az élhalmazt.

1.1. Egyszerűsítések

A routerek tároló és feldolgozó képességét tekintsük korlátlanak. A routerek információcseréje nem jelent többletforgalmat.

1. ábra Egy 6 routerből álló hálózat



A gráfban lévő élek száma:

$$\|E\| = \frac{\|V\|^2 - \|V\|}{2}$$

Egy forgalomnak többször is érinteni ugyanazt a routert nincs értelme, ezért ezeket az útvonalakat kizárjuk. Ebben az esetben két router közötti útvonal maximum $R-1$ szakaszból állhat.

$$k = \sum_{n=0}^{R-2} \frac{(R-2)!}{(R-2-n)!}$$

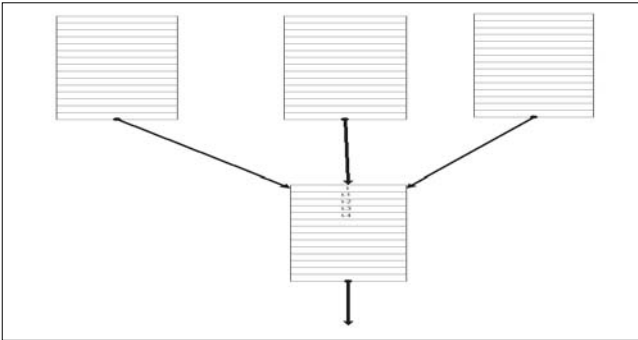
Maximum k darab útvonal képzelhető el két router között. A szakaszok minőségét egy B_l a forgalom függvényében rendelkezésre álló maximális sávszélességgel és d_l késleltetéssel jellemezhetjük. \hat{B}_l az $l (l \in E)$ szakasz névleges sávszélessége, hasonlóan \hat{B}_p a p útvonalon elérhető névleges sávszélesség, vagyis a szakaszokhoz tartozó legkisebb névleges sávszélesség. Természetesen p útvonal jellemzőit az őt alkotó l szakaszok jellemzői határozzák meg [1,2].

$$\hat{B}_p = \min_{l \in p} \hat{B}_l$$

$$d_p = \sum_{l \in p} d_l$$

1.2. Késleltetés és sávszélesség

A késleltetés több tényezőből tevődik össze. A legegyszerűbben megérthető az átviteli közegben a jel korlátos haladási sebességéből származó késleltetés. Ez független a vonal sávszélességétől és a kihasználtságtól, csak a közegetől és a távolságtól függ. Ez a késleltetés elhanyagolható, ezért nem képezi részét vizsgálódásainknak. A jeltovábbítási sebességéből (sávszélesség) és a terhelésből adódó késleltetés viszont meghatározó. Ez a gyakorlatban azt jelenti, hogy a kimeneti interfészen lévő várakozási sor hosszát növeli a beérkező adatmennyiség, és csökkenti a kimenő adatmennyiséget. A várakozási sorban összegyűlt, továbbításra váró adatok mennyisége határozza meg a késleltetési időt.



2. ábra Várakozási sorok a kimenő interfészekén

A 2. ábrán látható, hogy a routerek kimenetén lévő sorokból a szakaszok sebességétől függően kerülnek ki az adatok, hogy a következő router kimenetén egy újabb sorba kerüljenek.

Ha a sebesség reciprokát vesszük, akkor megkapjuk az egy bit átviteléhez szükséges időt. Minden bitet át kell vinni, így az összes idő az összes forrásból érkező összes bittel arányos.

$$d_i = \frac{\sum_i W_i^i}{\hat{B}_i}$$

Vagyis d_i egy szakasz késleltetése, feltételezve, hogy $1/\hat{B}_i$ időnként kapuzza ki a biteket az átviteli útra.

Feltesszük, hogy véletlenszerű, kvantitatív, csomagokra bontott adatfolyamok együtteséről van szó, és egy szakaszhoz Poisson-eloszlás szerint érkeznek a csomagok. Ezek továbbításának ideje az időegység alatt érkezett adatmennyiség és a bit-idő szorzata.

A d_p teljes útvonalra értelmezett késleltetés számításánál elhanyagoljuk a nem forgalmi viszonyokból adódó konstans késleltetéseket. Így a késleltetés az útvonal szakasz-késleltetéseinek összege, vagyis:

$$d_p = \sum_{i \in P} \frac{\sum_i W_i^i}{\hat{B}_i}$$

Itt a szakaszokon a más útvonalon, más forrással és nyelővel rendelkező jelfolyamok terhelését is beszámítjuk, hiszen egy szakasz eltérő útvonalak számára is lehet közös. Ahol nincs a routerek között összeköttetés, ott $\hat{B}_p = 0$. Egy forgalom igényre jellemző a $\max d_i$ és $\min w_i$.

Az összes lehetséges útvonal, ami a két routert összeköti, egy P halmaz elemei. Maguk az útvonalak is meghatározzák azon szakaszoknak egy halmazát, melyek részei az útvonalnak:

$$P = \langle p^1, p^2, \dots, p^i \rangle \text{ és } p^i = \langle l_1^i, l_2^i, \dots, l_{n_i}^i \rangle$$

Ez azt jelenti, hogy p^i útvonal l szakaszokból áll,

$$p^i \subset E, \text{ ahol } d^i = \sum_{l \in p^i} d_l \leq d_k$$

ahol a választható útvonalak száma:

$$\|P\| = \sum_{n=0}^{R-2} \frac{(R-2)!}{(R-2-n)!}$$

Vagyis $\|P\|$ darab útvonalból azok az elfogadhatók, melyek a forrást és a nyelőt kötik össze és kielégítik a d késleltetés- és w sáv szélesség-kritériumot.

A forgalmat kezdeményezők célja a saját forgalmuk késleltetésének minimalizálása. Ha az útvonalakat azok kiindulási pontjában vizsgáljuk meg a késleltetés szerint, vagyis a költséget az átviendő forgalom és a különböző útvonalokon rendelkezésre álló sáv szélesség szerint ítéljük meg, könnyen megtaláljuk a helyileg gazdaságos megoldást. Az a kérdés, hogy ha n darab forgalmunk van egy adott hálózatban, hogyan lehet megtalálni azt a forgalmi elrendezést, ami a legkisebb közös költséggel (SC – Social Cost) jár. Ez az érték azt mutatja meg, hogy milyen felvett költséggel jár az összes szereplő részére az elfogadható költség biztosítása egy többszörös elérési hálózatban.

$$SC(W, F) = \sum_{\langle p_1, \dots, p_n \rangle \in H^n} \left(\prod_{k=1}^n f_k^{p_k} \cdot \max_{p \in P} \sum_{l \in p} \frac{\sum_i W_i^i}{\hat{B}_l} \right)$$

A H^n egy olyan halmaz, ami az n darab forgalomhoz tartozó útvonalhalmaz elemeiből P^1 -től P^n -ig és minden $P^i = \langle p_1^i, p_2^i, \dots, p_{k_i}^i \rangle$ a teljes kombinációt tartalmazza.

Tehát minden kombinációt megvizsgálunk, ami az összes forgalom egy-egy lehetséges útvonalát jelenti. (Ha útvonalak felvételekor egy korábban meghatározott, absztrakt hálózatot használunk, akkor minden forgalomhoz azonos számú (k) útvonalat lehet találni. Így k^n darab kombinációt kell megvizsgálni.) A forgalmak darabszáma n , a forgalmi halmaz W , és F az útvonal-választás valószínűségi halmaza. W forgalmi halmaz meghatároz n darab forgalmat (w_1, w_2, \dots, w_n), amelyeknek eltérő sáv szélesség és késleltetés igénye van, illetve különbözhet a forrás és nyelő routere [3].

Az F halmaz meghatározza a kívánt indító- és cél-routerek között választható útvonalakhoz tartozó választási valószínűséget (f_1, f_2, \dots, f_n). Vagyis minden útvonal más-más valószínűséggel lesz használatba véve. Nagy forgalom esetén ez megadja a forgalom megosztásának arányát. Ha a protokoll nem támogatja a forgalom megosztását, akkor csak egy útvonalat fog kijelölni a továbbítására, vagyis csak f_k^p érték lesz 1, a többi pedig nulla.

A forgalmi viszonylatokhoz választható útvonalak összes lehetséges kombinációját megvizsgálva, a kombináció választásának valószínűségét összeszorozva a fellépő maximális késleltetéssel, megkapjuk ehhez a forgalomhoz és választási eljáráshoz tartozó várható késleltetést. A választásokhoz tartozó valószínűségek szorzata megadja, hogy egy adott forgalmi helyzet kialakulásának mi a valószínűsége.

Természetesen f_k^p értéke csak akkor tér el nullától, ha az útvonal megfelel a forgalom számára, vagyis rendelkezésre áll megfelelő sáv szélesség.

Ha R a routerek száma, és a forgalmakat irányonként megkülönböztetjük, tehát

$$p_{(a,b)} \neq p_{(b,a)}, w_{(a,b)} \neq w_{(b,a)}, \text{ akkor}$$

$$\|P\| = (R-1) \cdot R \cdot \sum_{n=0}^{R-2} \frac{(R-2)!}{(R-2-n)!}$$

(irányított teljes gráf) a lehetséges útvonalak száma az R darab router között.

Hangsúlyozni kell azt a különbséget, hogy míg az irodalomban általában a késleltetések összegét minimalizálják [1], mi a legnagyobb késleltetést vesszük figyelembe. Ezt az teszi indokolttá, hogy a valós idejű, például beszédforgalomnál mindenki számára biztosítani kell az előírt minőséget.

2. Routing protokollok döntési mechanizmusa

A jelenleg használt dinamikus routing protokollok megpróbálják a legrövidebb, legnagyobb sávszélességet biztosító, vagy egyéb legkisebb szubjektív költséget jelentő útvonalat megtalálni. Ezek hajlamosak egy útvonalat, vagy útvonal-szakaszt túlértékelni, és a rá irányított túl nagy forgalommal elrontani a jellemzőit. Léteznek QoS-alapú útvonalirányító eljárások, melyek több útvonalat választanak, de véletlenszerűen választják ki a forgalomhoz az útvonalat, és nem veszik figyelembe a foglaltságokat.

2.1. Nash-egyensúlyi folyamatok

A különböző útvonalakon haladó forgalmak együtt alkotják a hálózati folyamatot. Egy hálózati folyamat Nash-egyensúlyinak (vagy Nash-folyamnak) hívunk, ha egy felhasználó sem tud úgy útvonalat változtatni, hogy javítson a késleltetésén. Nash-egyensúlyi folyamat minden hálózatra létezik és lényegében egyértelmű, azaz minden Nash-folyamnak azonos az összegzett késleltetése, amit úgy kapunk, hogy minden szakaszon megszorozzuk a késleltetést a forgalommal, majd ezt összegezzük.

Nash-folyam esetében bármelyik két útvonalat tekintve igaz az, hogy ha az egyik útvonal forgalma pozitív, azaz nullánál nagyobb, akkor késleltetése nem lehet nagyobb a másik útvonalnál. A Nash-folyam különböző útvonalain a késleltetés és forgalom szorzata azonos, ha a forgalom tetszőlegesen kis egységekre bontható (feltesszük, hogy sok user használja a hálózatot és az egyes felhasználók forgalma egyenként elhanyagolható).

Mivel előfordulhat olyan folyamat, melyben saját késleltetését útvonalváltással egyik forgalom sem tudja csökkenteni, azonban a többi késleltetését igen; a Nash-folyamok nem feltétlenül optimálisak az összegzett késleltetés tekintetében. Erre egészen egyszerű példa adható egy forrással, egy nyelővel és mindössze két közöttük haladó párhuzamos éllel. Az egyik él késleltetése a forgalomtól függetlenül legyen 1, a másikon a késleltetés a forgalom értéke. Egységnyi forgalmat kell eljuttatni a forrásból a nyelőbe. Optimális az a folyamat lenne, melyben mindkét él $1/2$ egységnyi forga-

lom halad (így az összkésleltetés $1/2 \cdot 1/2 + 1/2 \cdot 1 = 3/4$), a Nash-folyam esetében a forgalom egésze az első élén halad, így az összegzett késleltetés 1.

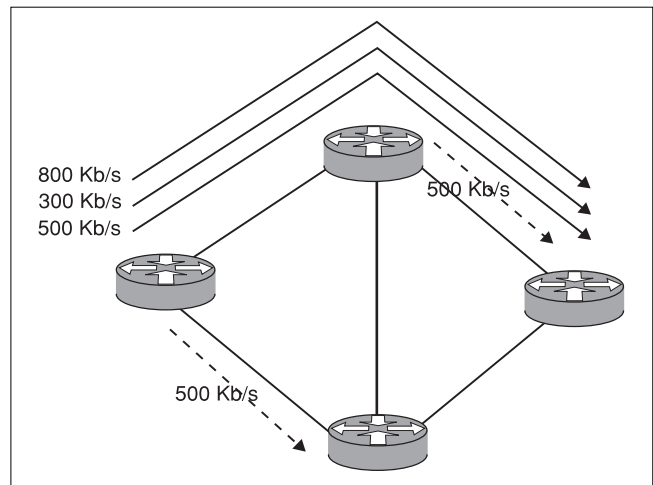
2.2. Példák a routing protokollokra

Hagyományos SPF (Shortest Path First) routing

Nézzünk egy egyszerű SPF routing példát. Tegyük fel, hogy valamennyi összeköttetés $1,5 \text{ Mb/s}$ átviteli kapacitású. Mivel a router csak a vonali költségeket figyeli, mind egy útvonalra küldi a forgalmat, hisz csak egy legrövidebb utat ismer és minden forgalmat egyként kezel.

A probléma az, hogy nem áll rendelkezésre a kívánt sávszélesség. De vizsgáljuk meg a SC értéket is.

$$SC = 1,6/1,5 + 2,1/1,5 = 3,7/1,5 = 2,466.$$



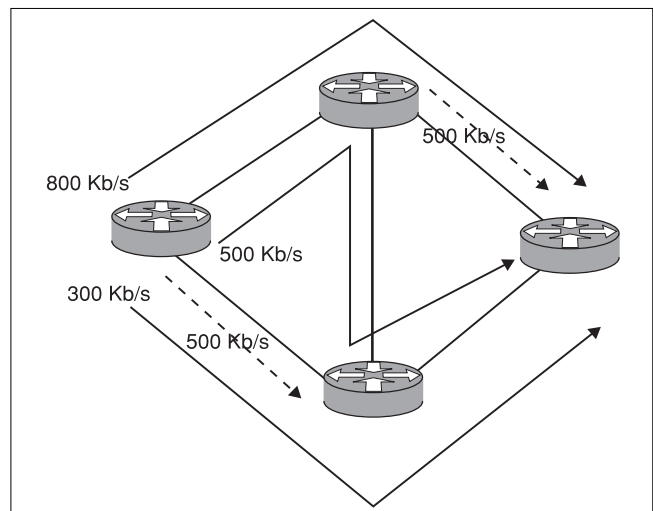
3. ábra Példa SPF routingra

Látható, hogy ez a megoldás nem optimális és nem is Nash-folyam, hiszen ha valamely forgalom a másik routeren keresztül menne a nyelőbe, akkor minden forgalom késleltetése csökkenne.

Egyszerű QoS-routing

Nézzük meg ugyanezt a példát QoS-alapú routinggal, ami csak lokálisan vizsgálja a költségeket.

4. ábra Példa QoS routingra



Ez már figyelembe veszi a szükséges sáv szélességet és a meglévő terheléseket.

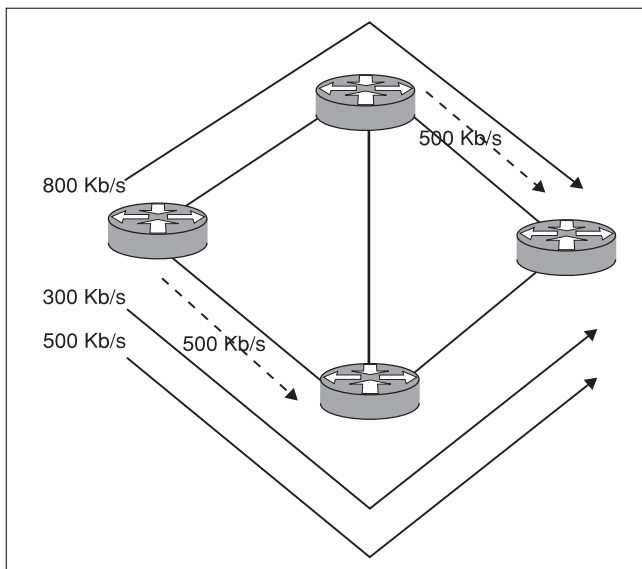
$$SC = \max(1,3/1,5 + 1,3/1,5; 1,3/1,5 + 0,5/1,5 + 0,8/1,5; 0,8/1,5 + 0,8/1,5) = 2,6/1,5 = 1,73.$$

Így a 1,5 Mb/s átviteli sebességű vonalak már elég-ségesnek bizonyulhatnak. A QoS-routing jól működik. Azonban az együttes költség túl magas, hiszen egy forgalom egy hop-pal többre kényszerült. Ez Nash-folyam, mert egyik forgalmat sem lehetne más útvonalra terelni úgy, hogy késleltetése csökkenjen. Látni fogjuk, hogy mégsem ez az optimális megoldás.

Egy optimális QoS-routing

Az ideális elosztás a következő lehetne, de ehhez a routernek túl kellene látnia a saját határain:

$$SC = \max(1,3/1,5 + 0,8/1,5; 1,3/1,5 + 0,8/1,5) = 2,1/1,5 = 1,4.$$



5. ábra Optimális QoS routing

Látható, hogy a két köztes router közötti kapcsolat itt kihasználatlan marad. Ha ezt a szakaszt az előző esetben kitöröltük volna a gráfból, jobb megoldást kapunk volna. Ehhez hasonló egyszerű példát adott Braess olyan hálózatra, melyben új útvonal hozzáadása a hálózathoz növeli a költséget (a késleltetések összegét) a Nash-folyamban. Ezt a jelenséget hívjuk Braess-paradoxonnak [4,5,6].

Ezen a példán a döntések minden forgalomhoz egyértelműek. Ellenben ha valós folyamokról van szó, ahol a döntési mechanizmus egyértelműen a költségek minimalizálását tűzi ki célul, kis valószínűséggel elküldhet egy forgalmat olyan kerülőútra, ami biztosítja a SC minimalizálását, de a kiválasztott forgalom szempontjából túl nagy késleltetést okoz.

2.3. Nash-folyamok és optimális folyamok

A Nash-folyam és az optimális folyam késleltetésének viszonyáról a következőket tudjuk [1]. Ha a késleltetés lineáris függvénye a forgalomnak minden élen, ak-

kor a Nash-egyensúlyi folyam késleltetése legfeljebb 4/3-a az optimális folyam késleltetésének. Ez a korlát éles, ezt mutatja a 2.1-es szakaszban ismertetett példa. Látható, milyen kevés szerepet játszik a hálózati topológia, hiszen ez a 4/3-os arány a két linket tartalmazó hálózatban állt elő, és a két késleltetés aránya nem lehet nagyobb, akármilyen bonyolult hálózatot vizsgálunk. Ha csak azt tesszük fel a késleltetésről, hogy nemnegatív, folytonos és nemcsökkenő függvénye a forgalomnak, akkor ez az arány tetszőlegesen nagy lehet. Ha például két él vezet a forrásból a nyelőbe, és az első élen a késleltetés a forgalom mennyiségének k -adik hatványa, a másik élen pedig a forgalomtól függetlenül 1, akkor a Nash-folyam költsége 1, mert a forgalom egésze az első élen halad, pedig tetszőlegesen kis költséggel is lebonyolítható a forgalom, ha az első élen $1-\epsilon$ forgalom halad, a másik élen pedig ϵ , ahol ϵ kis pozitív szám. Itt ismét egy két szakaszból álló példa mutatja, hogy a hálózat komplexitása nem játszik szerepet. A késleltetésfüggvények majdnem minden osztályára igaz, hogy a legrosszabb Nash/optimális arány megvalósítható kétszakaszos hálózaton. A Nash-egyensúlyi folyam késleltetése legfeljebb akkora, mint a kétszer akkora forgalmat lebonyolító optimális folyamé [1].

Az optimális folyam minimalizálja az összegzett késleltetést, viszont „igazságtalan” egyes forgalmakkal szemben, azaz lehet olyan forgalom, ami sokkal nagyobb késleltetést szenved el az optimális folyamban, mint a Nash folyamban [2]. Tegyük fel, hogy két él vezet a forrásból a nyelőbe, az első késleltetése $2(1-\epsilon)$, a másiké megegyezik a forgalommal. A Nash-folyamban minden forgalom a második élen halad, így az összkésleltetés 1, az optimális folyamban ϵ (ϵ kis pozitív szám) egységnyi forgalom halad az első élen és $1-\epsilon$ egységnyi a másikon, így az összegzett késleltetés $1-\epsilon^2$. Látható, hogy a Nash-folyam összkésleltetése nagyobb, de minden forgalom késleltetése egy, míg az optimális folyamban az optimum elérése érdekében az első élre kényszerített csomagok késleltetése $2-2\epsilon$.

Tételezzük fel, hogy a forgalomtól függő késleltetés ($l_e(x)$) és a forgalom (x) szorzata konvex minden élen. Ennek a forgalom szerinti parciális deriváltját hívjuk határköltség-függvénynek: $d/dx(x \cdot l_e(x))$. Egy folyam optimális, ha Nash-egyensúlyt képez ugyanabban a hálózatban, ugyanakkora összeforgalom mellett, ha a késleltetés a határköltség-függvény [2].

3. Routing-költség

Tételezzünk fel n darab adatfolyamot, amely a hálózaton keresztül halad. Ezeket az adatfolyamokat a W almaz $\langle w_1, w_2, \dots, w_n \rangle$ elemei reprezentálják. A továbbiakban feltételezzük, hogy minden w_r -re és B_l -re igaz, hogy

$$\max_i w_i < \min_l B_l, \text{ ahol } w_i \in W \text{ és } l \in E.$$

Ez azt jelenti, hogy minden fellépő forgalom sáv szélessége egyenként kisebb, mint bármelyik szakasz sáv szélessége. Tehát torlódást csak több különböző, egy-

időben fellépő forgalom okozhat. Egy önálló adatfolyam csak más adatfolyam lefoglalt sáv szélessége miatt kényszerülhet más utat választani.

Ha van egy $w_{(s,t)}$, vagyis egy s -ből t -be tartó forgalmunk, akkor az kijelöl P -ből egy $P^{s,t}$ halmazt, melynek elemei $\langle p^{s,t}_1, p^{s,t}_2, \dots, p^{s,t}_x \rangle$ csupa olyan útvonal, ami megfelel a forgalom továbbítására. Ez a halmaz tartalmazza az összes útvonalat, mely elvezethet s -ből t -be (természetesen ezek az útvonalak csak olyan útvonalak lehetnek, melyeken rendelkezésre áll a kívánt sáv szélesség). Minden $p^{s,t}_x$ meghatároz egy $L^{p(s,t)_x}$ halmazt, melynek elemei $\langle l_1, l_2, \dots, l_j \rangle$ a routerek közötti szakaszok. $L^{p(s,t)_x}$ az E élhalmaznak egy részhalmaza.

$$L^{p(s,t)_x} \subset E$$

Ha két w forgalomnak a célja, illetve forrása nem azonos, akkor P halmazuk eltérő és nem lehet a halmazokban azonos útvonal. De két eltérő p útvonalnak lehetnek közös szakaszai (l -ek). Két forgalom, w_1 és w_2 akkor okoz torlódást, ha l szakaszon $(w_1 + w_2) > B_l$. A routing protokollok célja ennek a helyzetnek az elkerülése.

Fogadjuk el, hogy egy routing protokoll leírható egy olyan függvénnyel, ami a hálózatról ismert információkból (L és $\{B_l\}$ halmazból) az F döntési halmazt állítja elő (f^p általában 1 vagy 0 egy egyszerű routing protokollnál). Bonyolultabb routing protokollok figyelembe tudják venni a vonali terheltséget, tehát közvetetten a W halmaz által reprezentált terhelést is. Ezek szerint a W forgalmi halmaz meghatároz egy w -kből álló forgalmi halmazt. w_j kijelöl egy P^w útvonalhalmazt, mely a forgalom irányításának megfelel. P^w halmaz elemei $\langle p^w_1, p^w_2, \dots, p^w_x \rangle$. Ezáltal a L^{p_i} halmaz elemeinek w_j -vel növekszik a terhelése. Ez visszahat a többi w forgalmakhoz tartozó $P^{s,t}$ halmazra, melyek visszahatnak az F döntési halmazra.

Az a routing protokoll fog a legjobb hatásfokkal működni, ami olyan játékszabályok szerint tudja a w -khez tartozó $p^{s,t}$ -ket társítani, hogy az együttes eredmény a legkisebb SC értéket eredményezze.

$$SC(W, F) = \sum_{H^n} \left(\prod_{k=1}^n f_k^p \cdot \max_{p \in P} \sum_{l \in p} \frac{\sum_i w_i^l}{\hat{B}_l} \right)$$

4. Az útvonalválasztás valószínűségi változókkal

Mint az előző fejezetekből kiderül, a SC értéke, mely a szállítani kívánt forgalomhoz és routing protokollhoz tartozó költséget reprezentálja, két tényezőtől függ. Az egyik az elképzelhető útvonal-kombinációkhoz tartozó maximális késleltetés, a másik a kombinációhoz tartozó választási valószínűség. Ezek szorzatainak az összege határozza meg a kollektív költséget. Az útvonalak maximális késleltetése attól függ, hogy a kiválasztott útvonal-kombináció a különböző forgalmakat miként osztja meg a kiépített szakaszokon. Ha a legrövidebb útvonalat ajánlja mindenkinek (SPF), akkor a szakasz késleltetés lesz nagy a terheléstől. Ha túl sok szakaszt illeszt be az útba, akkor az útvonalat alkotó szakaszok együttes késleltetése lesz túl nagy [3].

4.1. Legjobb variáció

Kérdés, hogy milyen esetben létezik egy és csak egy optimális megoldás. A variációk minden w_i forgalomhoz tartozó útvonalakból egy-egy útvonal kiválasztásával kapott halmaz. Ha veszünk egy egyszerű protokollt (SPF), akkor az minden w_i -hez csak egy útvonalat fog helyesnek találni, az összes többit elutasítja. Így az f értékek 0 vagy 1-esek lesznek. Az f értékek szorzata pedig csak akkor lesz 1, vagyis 0-tól különböző, ha azt a kombinációt veszi fel, amely azokat az útvonalakat tartalmazza, melyeket az adott forgalomhoz a legjobbnak ítélt meg a protokoll.

$$\prod_{k=1}^n f_k^p$$

Ebben az esetben a döntést olyan események befolyásolják, amiket az útvonalak struktúrája, illetve a források és nyelők elhelyezkedése, azaz a hálózat felépítése fixen meghatároz, tehát semmilyen valószínűségi esemény bekövetkezése sem befolyásolja, így a forgalmak bekövetkezése és időzítése sem.

4.2. A többesélyes út

Abban az esetben beszélhetünk több útról, ha valamilyen okból a lehetséges útvonalakból nem egynek ítélt teljes bizalmat a dinamikus routing protokoll. Például ha a vonali terheléstől függően változhat az útvonalválasztás (QoS routing). Így a W halmazban található forgalmak időzítése eltérő útválasztásokat eredményezhet.

Lehetőség van a forgalmakat elosztani több útvonal között. Ebben az esetben f -ek értékei 0 és 1 között lehetnek, attól függően, hogy a szóba jövő útvonalak közül melyiket milyen valószínűséggel fogja kiosztani az útvonalhalmazhoz tartozó w_i forgalomnak (milyen arányban osztja meg a forgalmat az útvonalak között).

5. A választások értéke

5.1. Direkt választás

Az 4.1-es fejezetben taglaltaknak megfelelően egyszerű a választás. A routing protokollok itt csak a hálózat felépítéséről gyűjtött információk szerint, előre meghatározott útvonalon továbbítják az információt. Itt a közös költséget csak az befolyásolja, hogy a protokoll milyen hatékonysággal találja meg a megfelelő utakat.

Ezek a megoldások is fontosak lehetnek olyan hálózatoknál, ahol az igény egy egyszerűbb routing. Ebben az esetben is érdemes olyan routing protokollt használni, ami az adott forgalmi viszonyok mellett a legkisebb SC értéket eredményezi.

Ezt azok a protokollok tudják nyújtani, melyeknek a legalaposabb áttekintésük van a hálózat felépítéséről, és figyelembe veszik a többi router döntési mechanizmusát is.

5.2. Több útvonalból történő választás

Itt a helyzet alaposan megváltozik, és sok érdekességet nyújt. Egy adott w_i forgalomhoz tartozó különböző p_i útvonalakhoz tartozó f_i valószínűségi változók érdekes képet mutatnak. Összegük 1, mivel a forgalomnak el kell mennie valamelyik irányba minden körülmények közt.

A forgalmak lebonyolításánál a router itt is megpróbálja a kisebb költségű útvonalakat előnyben részesíteni. Ezeknek az f értékeknek forgalmi halmazként vett kombinációiból csak azok befolyásolják a közös költséget, amelyek útvonal kombináció (H) valamilyen részét a forgalomnak szállítja tehát:

$$\prod_{k=1}^n f_k^p > 0$$

Ahol ez az érték nulla, az azt jelenti, hogy a kombináció tartalmaz egy olyan útvonaltervet, mely nem felel meg a továbbítandó forgalomnak.

Ez esetben következőkre kell figyelemmel lenni:

- A kiválasztott kombinációt alkotó utak hossza.
- A forgalmak által közösen használt szakaszok.
- A felhasznált szakaszok sávszélessége a rá irányított forgalomhoz viszonyítva.

Az SC értéket ezeknek a feltételeknek a figyelembe vételével lehet csökkenteni.

Ha ismerjük a forgalmak egymásra hatását, akkor kiszámíthatóak azok a játékszabályok, ami alapján a protokoll a forgalmakhoz útvonalat társít, és a kívánt minimális SC értékhez tartozó F halmazt állítja elő.

A W halmaz elemeinek útvonalanként egymásra hatása próba-sávszélesség foglalással is meghatározható, de léteznek már olyan eljárások, melyek alapján feltérképezhető a topológia. Ezek után a forgalmi osztályokra bontott minta- W halmazra a kívánt SC értékek érdekében meghatározhatóak az irányítási szabályok.

6. Eredmény

A leírtak figyelembevételével lehetséges olyan protokollt alkotni, ami a helyi statisztikákból, illetve a többi routertől szerzett információkból megtalálja a minimális költséghez tartozó forgalmi elrendezést. Szükséges hozzá a hálózati topológia és a többi résztvevő által statisztikai, vagy egyéb megfontolások alapján megalkotott forgalmi osztályok, ezek segítségével lehet megtervezni az útvonalat.

Mint láttuk, a Nash-folyam általában nem optimális. Az optimális folyam azonban csak az összegzett költségeket minimalizálja, egyes csomagok késleltetése sokkal nagyobb lehet, mint a Nash-folyamban. Ez mutatja, hogy akármilyen tetszetős az optimális routing, a gyakorlati alkalmazásban nem alkalmazható, ha biztosítani akarjuk mindenki részére a szolgáltatást. Ellenben látható, hogy a Nash-folyamok 30%-kal nagyobb költséget eredményezhetnek a hálózatban, ami költségérzékeny esetben nem megengedhető.

Az igazi megoldást a kettő között kell keresni. Ezért a dolgozatban definiált SC értékünk a legnagyobb késleltetést veszi figyelembe, hiszen a távközlési hálózatban minden forgalomnak időben el kell érnie a címzettet.

Az optimális routing költségszámításában a közös költséget az egyének költségeinek összegeként értelmezik. Ennek optimauma viszont eredményezheti bizonyos forgalmak kiéheztetését, ha ez más forgalmaknál nagyobb előnnyel jár. Ez valósidejű forgalmaknál nem felhasználható. De léteznek olyan elemek, mint például a routing protokollok feldolgozásának erőforrás-igénye, aminek kielégítését segítheti egy ilyen megközelítés.

Irodalom

- [1] Tim Roughgarden, Éva Tardos: How Bad Selfish Routing? www.cs.cornell.edu/timr/papers/routing.ps, Journal of the ACM 49(2), pp.236–259. 2002.
- [2] Tim Roughgarden: How Unfair is optimal Routing? www.cs.cornell.edu/timr/papers/unfair.pdf, Proceedings of the 13th Annual Symposium on Discrete Algorithms, pp.203–204. 2002.
- [3] Marios Mavronicolas: Game-Theoretic Approaches to Network Routing: A Primer Tutorial for Euro-Par (Germany, 2002.) <http://europar.upb.de/tutorials/tutorial01.html>
- [4] S. Das, M. Gerla, S. Lee, G. Pau, K. Yamada, H. Yu: Practical QoS Network System with Fault Tolerance www.cs.ucla.edu/~nrl/hpi/papers/2002-spects-0.pdf, Proc. International Symposium on Performance Evaluation of Computer and Telecom. Systems, San Diego, 2002.
- [5] S. Chakrabarti, A. Mishra: QoS Issues in Ad Hoc Wireless Networks www.sce.umkc.edu/~beardc/wireless03/IEEEPapers.htm IEEE Communications Magazine, No.2, pp.142–148. February, 2001.
- [6] Dean H. Lorenz, Ariel Orda: QoS Routing in Networks with Uncertain Parameters www-ee.technion.ac.il/~deanh/infocom98.ps.gz, IEEE/ACM Transactions on Networking, Vol. 6. No.6, pp.768–778. 1998.
- [7] Csopaki Gyula, Kuruc Gábor: Útvonalválasztás, kapcsolástechnika: merre haladunk? Híradástechnika, 2003/10. pp.16-19., 2003.