



BUDAPESTI MŰSZAKI ÉS GAZDASÁGTUDOMÁNYI EGYETEM
SZÁMÍTÁSTUDOMÁNYI ÉS INFORMÁCIÓELMÉLETI TANSZÉK

ÚTVONALVÁLASZTÓ ALGORITMUSOK VÉDETT TÁVKÖZLŐ HÁLÓZATOKBAN

Tapolcai János

tézisfüzet

Tudományos vezetők

Dr. Recski András
Számítástudományi és Információelméleti tanszék

Dr. Cinkler Tibor
Távközlési és Médiainformatikai tanszék

Nagysebességű Hálózatok Laboratóriuma
Budapesti Műszaki és Gazdaságtudományi Egyetem

Budapest
2004

1. Bevezetés

Napjainkban, a modern távközlő hálózatok dinamikusan változó forgalmi igényeinek kiszolgálására gyors kapcsolókat fejlesztenek ki. Ezekben az áramkörkapcsolt gerinc-hálózatokban a magasabb rétegekből jövő forgalmi igényeknek olyan útvonalat kell lefoglalni, amelyre az előre definiált szolgáltatás-minőségi feltételek [1] (QoS - Quality-of-Service) teljesülnek. A TeleChoice [2] elemezte, hogy a távközlési cégek mely hálózati szolgáltatása jövedelmező. Ezek a megbízható protokollokra épülő kifinomult TE-vel (Traffic Engineering) és QoS szolgáltatásokkal rendelkező megoldások lesznek. A távközlési cégeknek, ha hosszú távon érvényesülni akarnak, meg kell találniuk az egyensúlyt a technológia-fejlesztés, a felhasználó-barát szolgáltatások és a hálózat erőforrásainak hatékony kihasználása között. Így lehetőség lesz a videó és hang átviteléhez jobb szolgáltatás minőséget biztosítani, a kevésbé késleltetés-érzékeny alkalmazások rovására (mint például az e-mail). Az egyik leggyakoribb szolgáltatás-minőségi feltétel a tetszőleges hálózati eszköz meghibásodása elleni védelem. Ezt az üzemi úttól fizikailag (pont vagy él) független védelmi út lefoglalásával érik el [3, 4, 5, 6, 7, 8, 9, 10], hiszen ilyenkor az üzemi út meghibásodása esetén a teljes forgalmat a védelmi útra kapcsolva a megrendelt szolgáltatás tovább biztosítható.

A sokrétű QoS feltételeknek köszönhetően az útvonalválasztási feladat az NP-nehéz bonyolultsági osztályba tartozik. Így nem csoda, hogy a témában írt legtöbb értekezés közelítő algoritmusokról szól. A matematikai folyóiratokban és konferenciákban megjelent cikkekben a feladatot addig egyszerűsítik (pl. megkötéseket tesznek a topológiára), amíg kezelhetővé nem válik. A mérnökök által írt cikkekben hatékony heurisztikus megoldásokat találhatunk, amelyek leggyakrabban a legrövidebbút-kereső algoritmuson alapulnak.

Mivel a feladat rendkívül bonyolult (már a részfeladatok is NP-nehezek), nem véletlen, hogy a két megközelítés között óriási szakadék tátong.

A matematikusok által írt tanulmányok [11, 12, 13] gyűrűkre és fákra adnak polinom idejű algoritmusokat. Ezen eredmények felhasználási területe erősen korlátozott, mivel a modern távközlő hálózatok ennél általánosabb topológiájúak. Más matematikai cikkekben olyan közelítő algoritmusokat elemeznek, amelyek tetszőleges gráfon, de konstans (pl. 2) faktossal közelítik az optimális megoldást. Sajnos ezek az algoritmusok a gyakorlatban nem váltak be. Ezzel szemben a heurisztikák [3, 4, 5, 6, 7, 8, 9, 10] jó eredményeket adnak a szimulációkban, de tudományos szempontból nem újak.

A disszertáció célja, hogy adjon egy jó kompromisszumot, ami mindkét oldal számára értékes lehet. A problémakör megoldásához matematikai modelleket alkalmaztam, amelyek útmutatást adhatnak hatékony heurisztikák kifejlesztéséhez. Kidolgoztam több optimumot adó, viszont a feladat méret függvényében exponenciális várható futási idejű algoritmust is, amelyek segítenek a heurisztikák kiértékelésében. Az eredményeimet az alábbi három téziscsoportba foglaltam össze.

Az első téziscsoportban megosztott útvédelemmel foglalkozom. A feladatot részfeladatokra bontottam és heurisztikákkal oldottam meg. Az egy hálózati elem meghibásodásának védelmével szemben egy másik megközelítés, amikor az elemek meghibásodását valószínűség számítás alapon kezelik [14]. Ilyenkor több meghibásodás ellen védenek, itt viszont az egy-hibás állapotok 100% hibatűrésége mellett a TE által adott élköltségekre való optimalizációt [15] tűztünk ki célul.

A második téziscsoport megosztott szakaszvédelemről szól (SSP - Shared Segment Protection). Az SSP egészértékű lineáris feladatként (ILP - Integer Linear Programming) való felírása nyitott probléma volt. Az ILP problémát megoldva ki tudjuk számolni az optimális megoldást. Az ILP felírást úgy módosítottam, hogy lehetőség nyíljon egyes QoS feltételek hatásainak kiértékelésére.

A harmadik téziscsoportban azt vizsgáltam, hogy az útvonalválasztási probléma hogyan módosul elosztott rendszer esetén. Egy lineáris algebrán alapuló módszerrel kiértékeltem a meglévő és új elosztott útvonalválasztó algoritmusokat. Végül szimulációval

is igazolom az elméleti eredményeket.

2. Kutatási célkitűzések

Értekezésem célja, hogy a hibavédett modern távközlő hálózatokban felmerülő útvonalválasztási problémákra algoritmikus megoldásokat adjak.

A felmerülő problémákat bonyolultsági osztályokba soroltam, majd matematikai modellek segítségével megoldást javasoltam. Mivel a legtöbb javasolt algoritmus exponenciális futási idővel rendelkezik, valósidejű útvonalválasztásra nem alkalmasak. Céljuk a távközlési ipar szempontjából egy másik fontos kérdés, nevezetesen a különféle QoS feltételek hatásainak vizsgálata. A disszertációban bemutatott megoldások elsősorban áramkörkapcsolt és virtuális áramkörkapcsolt hálózatokon alkalmazható, mint pl. SDH/SONET, ATM, MPLS, új generációs SDH/SONET és ASON.

Az MPLS (Multi-Protocol Label Switching) és az ATM (Asynchronous Transfer Mode) hálózatok virtuális áramkörkapcsolt hálózatok. Az ATM a 80-as évek végén és a 90-es évek elején kezdett elterjedni, míg az MPLS az ATM-ből fejlődött tovább a céllal, hogy szolgáltatás-minőséget biztosítson IP hálózatokban. Az SDH/SONET (Synchronous Optical Network/Synchronous Digital Hierarchy), az új generációs SDH/SONET és a DWDM (Dense Wave Division Multiplexing) áramkör kapcsolt hálózatok. Az aggregált telefon forgalom átvitelére elsősorban SDH/SONET hálózatokat használnak, valamint DWDM optikai hálózatokat, ahol az optikai kapcsolatokat fény-útnak hívják. A GMPLS-t (Generalized Multi-protocol Label Switching) az IETF (Internet Engineering Task Force) szabványa és abból a célból hozták létre, hogy illeszkedjen a rendkívül összetett többrétegű hálózati architektúrákhoz. Ilyen például az IP forgalom továbbítására - áramkörkapcsolt hálózati technológiákból - összekovácsolt IP-ATM-SDH-DWDM architektúra. A GMPLS-ben az útvonalválasztást ún. overlay és peer model szerint képzelik el. Az overlay modelben az utvonalválasztó az optikai réteg szolgáltatásait egy ún. UNI-n (User-Network Interface) keresztül veszi igénybe, vagyis a kapcsolatot alkotó fény-utat (vagy fény-utakat) az optikai rétegben számolják és építik fel. Mivel a disszertációban egy tartományra terveztem az útvonal-választó algoritmusokat, elsősorban az overlay modelben alkalmazhatóak, és kevésbé a peer modelben.

Az ITU-T-ben (The International Telecommunications Union-Telecommunications) kidolgoztak két protokoll független hálózati modellt: az általános ASTN-t (Automatic Switched Transport Network) és az ASON-t (Automatic Switched Optical Network). Mivel az ASTN/ASON modellek akár a GMPLS-hez hasonló vezérsíkkal is rendelkezhetnek. Az ASTN/ASON-t elsősorban a optikai átvitelen alapuló távközlő hálózatokra tervezték, amely intelligens optikai vezérsíkja a védelem és helyreállítás mellett képes kiszolgálni a dinamikus forgalmat.

Disszertációm témája: az 1 hálózati elem meghibásodása elleni útvonalvédelem áramkörkapcsolt gerinchálózatokban. Ehhez definiálnunk kell az SRG (Shared Risk Group) fogalmát [4]. Ezek olyan hálózati elemek (kábelek, kapcsolók, fényszálak, fizikai eszközök, szoftverek és protokollok) csoportjait jelentik, amelyek nagy valószínűséggel egyszerre hibásodnak meg. Egy hálózati elem meghibásodása elleni védelem esetén úgy kell kialakítani a kapcsolatokat, hogy bármely SRG meghibásodására legyen helyreállítási stratégiánk.

Munkám során a következő célokat tűztem ki:

- hálózati erőforrásokat hatékonyan használó útvonalválasztó algoritmusok keresése, amelyek a dinamikus érkező forgalmi igényeket „kiéheztetés” nélkül szolgálja ki (fairness). (Az egyes igények elvezetésénél a célfüggvény a forgalom management (TE) által számolt élkölségeken alapul [15].)
- QoS alapján történő útvonalválasztás (pl. megkötések a helyreállítási időre)
- megosztott védelem alkalmazása
- különböző architektúrák (pl. kapcsolófajták) tesztelése
- a hálózatok skálázhatóságának vizsgálata és a jelzésrendszer terhelésének csökkentése

- a javasolt algoritmusok tesztelésének kidolgozása
- hatékony és gyors közelítő módszerek kidolgozása

3. Módszertan

A távközlő hálózatokat gráfokkal modelleztem, és a problémák megoldásához több ismert gráfelméleti algoritmust alkalmaztam (minimális költségű folyam, Suurballe algoritmus [16], Dijkstra algoritmus [17, 18], többtermékes folyam algoritmusok [19], Gömöri-Hu fát számoló algoritmus [20], stb.).

Az NP-nehéz feladatokat ILP [21] segítségével fogalmaztam meg, és a gyakorlatban CPLEX [22] valamint LP-Solve [23] programcsomagok segítségével oldottam meg.

A harmadik tétiscsoportban lineáris algebrai algoritmusokat használtam fel, mint pl. SVD mátrix transzformációt [24], amellyel hatékonyan ki lehet értékelni a meglévő heurisztikákat.

Az algoritmusok kiértékelésére kifejlesztettem egy hálózat szimulátort. A disszertációmban az ipari partnerekkel való eszmecsere során felmerült problémákkal foglalkoztam, bár ezek megoldásánál és kiértékelésénél döntően elméleti módszereket alkalmaztam.

4. Új eredmények

Az új tudományos eredményeimet - doktori értekezésemet követve – három tétiscsoportba rendeztem.

I. tétiscsoport: Megosztott útvédelem (SPP - Shared Path Protection) távközlő hálózatokban

A megosztott védelem alapötlete, hogy a védelmi utak kapacitását megoszthatjuk abban az esetben, ha feltételezhetjük, hogy a hozzájuk tartozó üzemi utak egyszerre nem hibásodnak meg, vagyis SRG függetlenek [4]. Ilyenkor feladatunk olyan $b(W)$ sáv szélességű üzemi (W) és SRG független megosztott védelmi út (P) kiszámítása a hálózat két adott csomópontja között (s és t), amihez minimális mennyiségű kapacitást kell foglalnunk súlyozva az él költséggel (c_e). Feltételezzük, hogy a jelzésrendszer által pontos képet kapunk a hálózatban már létrehozott kapcsolatokról (az üzemi és védelmi utakról). Ezt a modellt SCI-nek (Sharing with Complete Routing Information scenario) hívják.

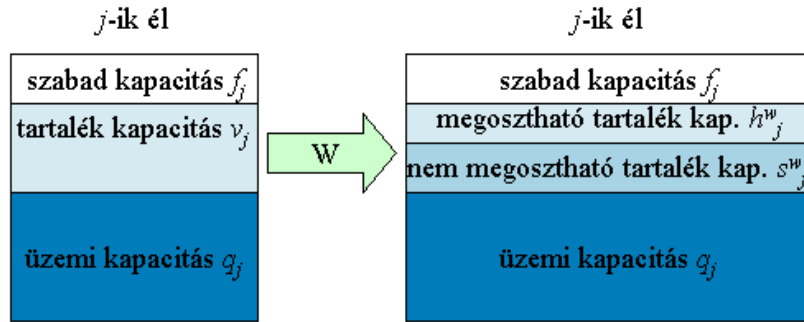
A probléma bemenete tartalmazza a hálózati gráfot $G(N, E)$ -t, ahol N és E jelöli a csomópontok és az ezeket összekötő kábelek (vagy irányítatlan él) halmazát. Minden élhez három kapacitás-fajtát rendelünk hozzá (lásd még AZ 1. ábrán):

1. Szabad kapacitás (f_j).
2. üzemi kapacitás (q_j), amit üzemi utak foglalnak. Ezek a kapacitások mással nem megoszthatóak.
3. Tartalék kapacitás (v_j), amit a védelmi utak foglalnak. Az üzemi út (W) ismeretében a tartalék kapacitást további két részre bonthatjuk:
 - (a) Megosztható tartalék kapacitás (h_j^W).
 - (b) Nem-megosztható tartalék kapacitás (s_j^W).

Az üzemi út és a nem-megosztható tartalék kapacitás közötti összefüggést a tartalék kapacitás mátrixban (\underline{S}) tároljuk [2]. Az \underline{S} mátrix $|E| \times |E|$ méretű és az l -ik sor j -ik eleme $s_{l,j}$ a j -ik él nem-megosztható tartalék kapacitását tartalmazza, azzal a feltétellel, hogy az üzemi út az l -ik élen halad át. Az \underline{S} mátrixot az igény beérkezése előtt, még a holtidőben számoljuk, és ennek alapján s_j^W is könnyen számolható:

$$s_j^W = \max_{l \in W} \{s_{j,l}\} \quad (1)$$

Bevezettem egy olyan matematikai formalizmust, amivel a megosztott védelem problémáját fel lehet írni tetszőlegesen választott SRG-kel. Így magában tartalmazza a két



1. ábra. Különféle kapacitásfajták

leggyakoribb esetet: az él és csomópont meghibásodást. A formalizmus tartalmazza az üzemi út és a megosztott védelmi út költség függvényét is. A formalizmus segítségével az SPP problémára a következő két megoldást javasoltam:

1.1 altézis: Két-lépcsős módszer aszimmetrikusan súlyozott független útpár keresésre

A megosztott védelmet leggyakrabban az általunk "2D"-nek nevezett heurisztikával számolják [3, 6, 8, 25]. Ez két lépésben számolja a megoldást. Az elsőben meghatározza az üzemi utat, ami a legrövidebb út lesz. Majd a másodikban, az üzemi úttól SRG független megosztott védelmi utat számol, úgy hogy a védelmi út kapacitása megosztható azon védelmi utak kapacitásaival, amelyek üzemi útjaival nincsen közös SRG-ben. Ez a módszer pillanatnyilag nagyon közkedvelt az IETF javaslatokban, mint MPLS rétegbeli védelem MPLS vezérsíkkal rendelkező optikai hálózatokban [25]. A legnagyobb előnye, hogy elosztottan is implementálható és egyszerű protokollt igényel [3]. Az egyik legnagyobb hátránya, hogy az ú.n. csapda hálózatban nem működik. A csapda hálózatban a legrövidebb út mellé nem létezik SRG független védelmi út, annak ellenére, hogy a hálózat 2-élösszefüggő. Vagyis szerencsétlen üzemi út választása esetén a második lépésben nem találunk SRG független védelmi utat (lásd még [26],[25] szimulációs eredményeit). A tézis lényege, hogy a fent vázolt problémára megoldást javasoljon.

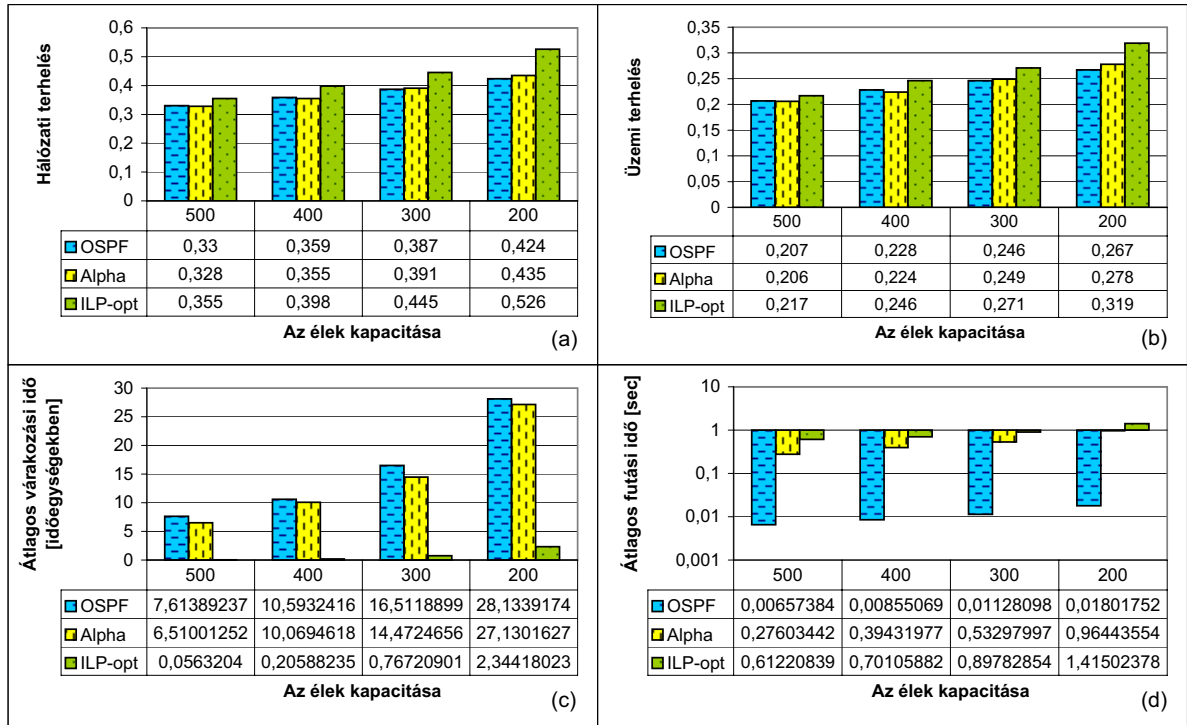
Az egyszerűség kedvéért ebben a tézisben MPLS hálózatokkal foglalkozunk, ahol csak él-meghibásodás ellen védünk. Ezt a problémát úgy lehet orvosolni, hogy ha független útpárt keresünk és a rövidebbik utat választjuk üzemi útnak. Suurballe algoritmusával [16] ki tudjuk számolni a minimális összköltségű útpárt. Szimulációs tapasztalataink alátámasztották, hogy sokkal fontosabb, hogy az üzemi út rövidebb legyen, mint hogy a védelmi. Ez azzal magyarázható, hogy az üzemi utat teljes sáv szélességében le kell foglalni, míg a védelmi út kapacitása megosztható a többi védelmi úttal.

A [C13, 27, 28] cikkben a ú.n. *aszimmetrikusan súlyozott él-független útpár problémát*, következőképp definiálták:

$$\min \{ \alpha \cdot \text{cost}(W) + \text{cost}(P) \}$$

ahol az üzemi út költségét $\text{cost}(W)$ -vel, míg a védelmi út költségét $\text{cost}(P)$ -vel jelöljük és α előre megadott paraméter (az út költsége az éleinek költségének összege).

A tézisben egy új kétlépcsős módszert, az ú.n. "alfa módszert" [C12], javasolunk ahol az első lépésben aszimmetrikusan súlyozott él-független útpárt számolunk előre definiált α paraméter segítségével. Majd a rövidebb utat választjuk üzemi útnak. A bevezetőben definiált költség függvény alapján az α paramétert a $\max \left\{ 1 - \frac{v_j - h_{j,l}}{b(W)}, 0 \right\}$ mennyiségek átlagaként határozzuk meg.



2. ábra. Szimulációs eredmények két-lépcsős algoritmusok összehasonlításához megosztott védelem esetén.

A 2. ábrán látható a különböző módszerek teljesítményének összehasonlítása. A szimulációban, ha egy beérkező igényt nem sikerült egyből elvezetni, akkor várakozik, amíg elegendő kapacitás fel nem szabadul. Természetesen a várakozás közben a hálózat más csomópontjai között más kapcsolatok felépülhetnek. Ilyen esetben az algoritmusok teljesítményét az átlagos és maximális a várakozási időben mérik.

1.2 altézis: Két-lépcsős módszer Maximum Likelihood Relaxációval (MLR)

Az első lépésbe a két-lépcsős MLR módszer módosított Dijkstra algoritmussal számolja ki az üzemi utat. A módszer alapötlete, hogy olyan üzemi utat kell választani, ahol az út költsége és a nem megosztható védelmi élek száma egyszerre legyen minimális. „Könnyű éleknek” hívjuk azokat az éleket, amelyek az üzemi út ismeretében a védelmi út részeként teljesen megoszthatóak.

Dijkstra algoritmusát ehhez úgy kell módosítani, hogy amikor az n pont címkéjét az (x, n) élen keresztül x pontból javítjuk, akkor egy új üzemi út szakaszt alakítunk ki az x ponton keresztül s és n között, és $\pi(s, x) \cup (x, n)$ -vel jelöljük. Ilyenkor mindig teljesül a következő egyenlőtlenség:

$$s_j^{\pi(s,x) \cup (x,n)} \geq s_j^{\pi(s,x)} \quad \forall j \in A \text{ and } \forall n \in V \text{ ami nincs rajta } \pi(s,x) \text{ szakaszon} \quad (2)$$

Az (1) képlet definiálja az $s_j^{\pi(s,x) \cup (x,n)}$ és az $s_j^{\pi(s,x)}$ értékét. Mivel az üzemi út az újonnan hozzáadott (x, n) élt tartalmazó valamennyi SRG meghibásodásának is ki van téve, az élek tartalék kapacitásából a megosztható rész nem nőhet, így a könnyű élek száma sem nőhet; amiből adódik az (2) állítás helyessége. Ennek megfelelően a Dijkstra algoritmus javító lépései után csökkenhet a megosztható tartalék kapacitás, és így a könnyű élek száma is. Az optimalizálásnál arra törekszünk, hogy minél több könnyű él maradjon és

egyben figyelembe vesszük az élek költségét is $(c_{a,b})$. Ezzel biztosítható, hogy a kapott üzemi utak ne legyenek túl hosszúak.

Valamennyi ponthoz hozzárendelünk egy címkét, amit $l(n)$ -el jelölünk (az n ponthoz). Dijkstra javító lépése után az n pont új címkéjét megnöveljük a következőképpen: az x ponthoz képest a köztük lévő él költsége $(c_{x,n})$ osztva a $\pi(s, n)$ -hez tartozó könnyű élek számának logaritmusával; vagy formálisan megfogalmazva:

$$l(n) = \min\{l(n), l(x) + \frac{c_{x,n}}{\log(\text{offset}(x, n) + 1)}\}, \quad (3)$$

ahol $\text{offset}(x, n)$ jelöli a könnyű élek számának csökkenését, azaz

$$\begin{aligned} \text{offset}(x, n) = & \left\{ \sum_{j \in A} \text{stp}(\varphi_j^{W'}) \mid \varphi_j^{W'} \leftarrow v_j - \max_{l \in W'} s_{l,j} - b(W), \text{ where } W' = \pi(s, x) \right\} - \\ & \left\{ \sum_{j \in A} \text{stp}(\varphi_j^{W'}) \mid \varphi_j^{W'} \leftarrow v_j - \max_{l \in W'} s_{l,j} - b(W), \text{ where } W' = \pi(s, x) \cup (x, n) \right\} \end{aligned} \quad (4)$$

ahol az $\text{stp}(x)$ függvény értéke 1 ha $x \geq 0$, és 0 különben, és az 1. téziscsoport bevezetőjében definiáltuk a v_j és $s_{l,j}$ változókat.

Az algoritmus a következőképpen működik: először $l(s) = 0$ és $l(n) = \infty$ $n \neq s$ esetén. A módosított Dijkstra algoritmusban tárolnunk kell még $|E|$ darab $|\pi(s, x)|$ méretű vektort, amelyben $s_{l,j}$ elemeit tároljuk $l \in \pi(s, x)$ és $j \in E$ esetén. Amikor a Dijkstra javító lépése során az n pont címkéjét módosítjuk az x pontból (vagyis $l \in \pi(s, x)$ szakaszból $l \in \pi(s, x) \cup (x, n)$ lesz), akkor a vektorban tárolt azon $s_{i,j}$ maximumát kell venni, amelyeket a (3) és (4) a képletben definiáltunk.

Az MLR $O(|E| \cdot |N|^2 \cdot \log |N|)$ futási idejű algoritmus, ami nem garantálja az optimális üzemi és megosztott védelmi útpár megtalálását, viszont a szimulációkban jól teljesített és a [J1]-ben publikált algoritmusoknál lényegesen gyorsabb.

II. téziscsoport: Megosztott szakaszvédelem (SSP - Shared Segment Protection) távközlő hálózatokban

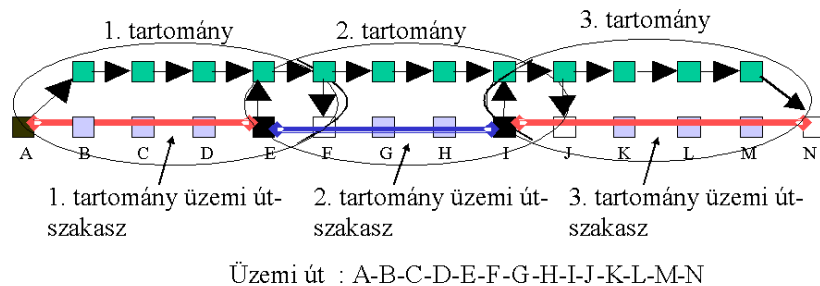
A fizetős alkalmazások és késleltetés érzékeny szolgáltatások elterjedésével a távközlő hálózatok útvonalválasztásakor lényegesen szigorúbb követelményeket kell figyelembe venni. Ennek következtében a kifejlesztett helyreállítási stratégiáktól már nem csak azt várják el, hogy hatékonyan bánjanak a hálózati erőforrásokkal és gyorsan számolhatóak legyenek, hanem hogy rövid legyen a meghibásodás utáni helyreállítási idő.

Erre a feladatra az SSP az egyik leghatékonyabb megoldás. Itt a kapcsolat kialakításakor az üzemi utat néhány egymással átfedésben lévő védelmi tartományra bontjuk. Minden egyes tartomány üzemi és védelmi út-szakaszból áll, ami a tartomány üzemi útjának meghibásodása esetén öngyógyító egységként lokálisan orvosolja a hibát. A 3. ábrán látható példában ha a 2. tartomány üzemi útja meghibásodik (pl. E-F, F-G, G-H, vagy H-I él megszakad), akkor a helyreállítás a tartományon belül történik, vagyis az E pontban (ú.n. elágaztató csomópontban) a védelmi útra kapcsolják a jelet, majd a J pontban (ú.n. összevonó csomópontban) visszakapcsolódik az eredeti üzemi útra.

Összehasonlítva az előző téziscsoportban bemutatott megosztott útvédelemmel [3, 4, 5, 6, 7, 8, 9], a megosztott szakaszvédelem hatékonyabb erőforrás kihasználtságot eredményez [4, 10]. Ezen kívül lényegesen rövidebb a helyreállítási idő, sőt az egyes tartományok méretének szabályozásával ezt akár garantálhatjuk is, mint QoS feltételt.

2.1 altézis: Megosztott szakaszvédelem ILP megfogalmazása

Az SSP hatékonyságát hamar felismerték, de nem létezett olyan módszer, amivel optimális megoldást lehet számolni. A korábbi szakirodalomban csak speciális esetekben foglalmazták meg egészértékű lineáris feladatként az SSP feladatot, míg olyan általánosság-

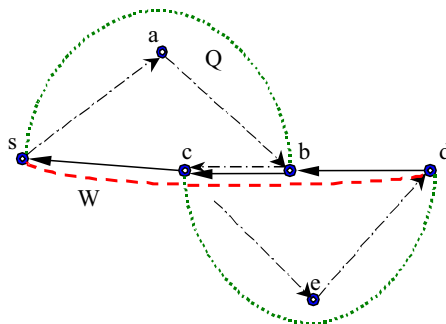


3. ábra. Példa SSP-re.

ban, ahol meghatározza az üzemi utat az elágaztató és összevonó pontokkal, valamint a védelmi szakaszok útvonalát a [J2, C1, C10] cikkekben oldottam meg. A felíráshoz vezető ötletek a következők voltak:

Az ILP megfogalmazás alapötlete egy Q védelmi segédút definiálása, amelynek az üzemi úttal való viszonya meghatározza az elágaztató és összevonó pontokat, valamint valamennyi védelmi szakasz útvonalát. A Q út védelmi szakaszokból áll, amelyek sétát alkotnak az üzemi út visszafelé fordított élével, hasonlóan Suurballe algoritmusához [16]. Egy egyszerű példa látható a 4. ábrán, ahol Q az s-a-b-c-e-d pontokon halad keresztül. Az első tartomány (s-c-b) üzemi és (s-a-b) védelmi szakaszokból áll, míg a második tartomány a (c-b-d) és (c-e-d) szakaszokból. Az egyes tartományok átfedhetnek egymást. Q az éleken akár többször is keresztül mehet és tartalmazhat hurkokat is, hiszen az egyes szakaszok védelmi útjainak a kapacitása egymással megosztható,

Az ILP változójaként definiáljuk k_{max} -ot ami a tartományok maximális számát jelöli (legfeljebb $n - 1$, ahol n a pontok száma).



4. ábra. Q mint védelmi segédút.

A probléma megoldásához három segédgráfot definiáltam:

- $G_w(N, E_w)$ azokból az élekből áll, amelyeken elegendő kapacitás van az üzemi út számára, azaz $b(W) \leq f_j$ valamennyi $j \in E_w$. (A későbbiekben G_w minden éléhez egy x bináris, egy \hat{x} valós és k_{max} darab további x^k bináris változót rendelünk.)
- $G_p(N, E_p)$ azokból az élekből áll, amelyeken elegendő kapacitás van a védelmi szakaszok számára, azaz $b(W) \leq f_j + v_j$ valamennyi $j \in E_p$. (A későbbiekben G_p minden éléhez k_{max} darab y^k bináris és egy r' valós változót rendelünk.) Erre azért van szükség, mert a védelmi szakaszok a megosztható tartalék kapacitások miatt több élet is használhatnak, mint amennyit az üzemi út esetén.
- $G'_p(N, E'_p)$ éleiből áll, valamint E_w visszafelé irányított éleiből. Az E_w -hez tartozó visszafelé fordított éleket $(\overleftarrow{a, b})$ -vel jelöljük, míg E'_p többi élet $(\overrightarrow{a, b})$ -vel. A gráf Q

segédút leírásához kell. (A későbbiekben G'_p minden éléhez egy y' egész, egy \hat{y} valós és egy további y bináris változót rendeltünk.)

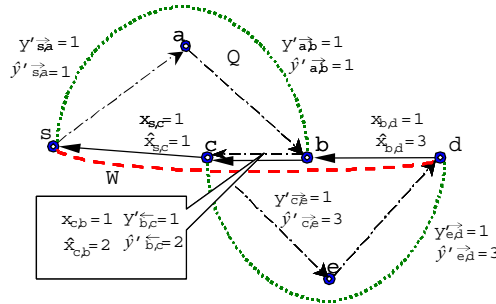
Az üzemi utat (W) az ILP az x folyam-változó segítségével határozza meg, valamint Q -t y' -val és az egyes védelmi szakaszokat y^k -val. A célfüggvény a következő:

$$\text{Min: } \sum_{(a,b) \in E_w} b(W) \cdot c_{a,b} \cdot x_{a,b} + \sum_{(u,v) \in E_p} (b(W) \cdot c_{u,v} \cdot z_{u,v} + \varepsilon) \cdot y_{u,v} \quad (5)$$

ahol $c_{a,b}$ az élék kapacitás foglalásának költségét jelöli, és $z_{u,v}$ a megszerthető tartalék kapacitás arányát tartalmazza a teljes tartalék kapacitáshoz képest.

A kényszerek a következők:

Szükség van folyammegmaradás kényszerekre az üzemi út (x változó) és a védelmi út (y változó) élein, valamint olyan kényszerekre, amelyek biztosítják az üzemi és a védelmi segédút fent említett speciális tulajdonságait: $x_{a,b}$ és $y'_{a,b}$ -nak SRG függetlennek kell lennie. Az $y'_{a,b}$ mindig nulla, kivéve akkor, ha az üzemi út az $x_{a,b}$ élen megy keresztül. Emellett, valamennyi visszafelé irányított élt a védelmi segédút csak egyszer használhatja, hiszen a védelmi tartományok csak egyszeresen fedhetik át egymást. Így Q SRG független lesz W -től, nem számítva W visszafelé irányított éleit. A visszaélek meghatározzák W valamennyi tartományának elágaztató és összevonó pontjait. W és Q út éleihez két újabb változót definiálunk, $\hat{x}_{a,b}$ -t és $\hat{y}'_{a,b}$ -t, amelyek címkét rendelnek az út éleihez, úgy hogy a forrás pontból induló első él 1-es címkét kap, majd minden tartomány végénél és elejénél a címke eggyel növekszik. Ez a címkézési technika nagyon hasonlít a [10]-ben publikálthoz. Ehhez módosított folyammegmaradás kényszereket kell felírni, és a következő négy esetet kell megvizsgálni: (a) Q beleolvad W -be; (b) Q leágazik W -ből; (c) Q beleolvad és le is ágazik W -ből; (d) a többi eset. $\hat{x}_{a,b}$ és $\hat{y}'_{a,b}$ változók folyam növekedésének mértéke 1 lesz (a) és (b) esetén vagy 2 (c) esetén és 0 minden más esetben (d).



5. ábra. Az x , y' , $\hat{x}_{a,b}$ és $\hat{y}'_{a,b}$ változók értékeinek szemléltetése. A nem ábrázolt értékek 0-ák.

Az $\hat{x}_{a,b}$ és $\hat{y}'_{a,b}$ címkék a W utat szakaszokra bontják. Ennek megfelelően definiálunk $k_{max} \cdot |E_w|$ és $k_{max} \cdot |E_p|$ él-tartomány szomszédossági változót $x_{a,b}^k$ és $y_{a,b}^k$, aminek értéke 1, ha az (a,b) él része az üzemi ill. védelmi út k -ik tartományának (szakaszának). Az 5. ábra tanulmányozása után könnyen beláthatjuk, hogy $\hat{y}'_{a,b}$ értéke Q út első szakaszán 1; míg a másodikon 3; míg a k -ikon $2k - 1$. Így $y_{a,b}^k = 1$ akkor és csak akkor, ha $\hat{y}'_{a,b} = 2k - 1$. Az k -ik tartományon $\hat{x}_{a,b}$ értéke attól függően, hogy az előző szakasszal közös éle-e: $\hat{x}_{a,b} = 2k - 2$ ha igen, és $\hat{x}_{a,b} = 2k - 1$ ha nem. Ezt figyelembe véve a [J2]-ben található ILP felírás (20) egyenlőtlenségét a disszertáció (2.4.19) egyenlőségére cserélve egy szigorúbb kényszert kapunk, valamint a egész változók száma is

lecsökkenthető. Ennek következtében a CPLEX gyorsabban számolja a megoldást, mert csökken az optimális megoldás és az ILP relaxáció közti hézag [29, 30].

Ezek után már csak a célfüggvényben definiált $z_{u,v}$ változó értékének meghatározása maradt, amit az ún. SRG kényszerekkel tehetünk meg. Az \underline{S} mátrix ismeretében tudjuk, hogy a k -ik tartományban az a üzemi él és az e védelmi él használatakor z_e értéke legalább $1 - \frac{v_a - s_{a,e}}{b(W)}$ lesz.

A fenti ILP megfogalmazásban $(K + 4) \cdot |E_w| + (K + 3) \cdot |E_p|$ változó és a lineáris egyenletrendszert $\underline{A} \cdot \underline{X} = \underline{B}$ formában felírva az \underline{A} mátrixnak legfeljebb $K \cdot |E_w| \cdot |E_p| + 8 \cdot |E_w| + 9 \cdot |E_p| + 11 \cdot |N|$ sora lesz. Részletesebb számítási idő és memória használat tapasztalatok a [J2] cikkben találhatóak.

2.2 altézis: Megosztott szakaszvédelem ILP megfogalmazásának kiegészítése helyreállítási időkorlát és különböző hálózati architektúrák figyelembe vételével

Ebben a tézisben a 2.1-es altézisben bemutatott ILP megfogalmazást egészítettem ki. Bár az ILP megfogalmazás megoldásával az adott hálózatra megkapjuk az optimális SSP megoldást, figyelembe kell venni további két fontos szempontot is:

a helyreállítási időt, ami a szegmensek méretétől függ. A maximális helyreállítási idő korlátozásával lehetőség nyílik újabb, magas szolgáltatás minőségi osztályok bevezetésére.

a hálózati architektúrák sajátosságait. Mivel az elágaztató és összevonó (E/Ö) csomópontok hardver és jelzésrendszer terheltsége lényegesen megnő (különösen az optikai rétegben), költséges megoldás lenne valamennyi csomópontot E/Ö pont tekinteni.

Ennek megfelelően az ILP megfogalmazást úgy egészítettem ki, hogy lehetőség nyíljon helyreállítási időkorlátot definiálni valamennyi tartományhoz, valamint meghatározni, hogy mely hálózati csomópontok alkalmasak elágaztató vagy összevonó pontnak. Ehhez a csomópontokat az E/Ö képességüktől függően két csoportba osztottam.

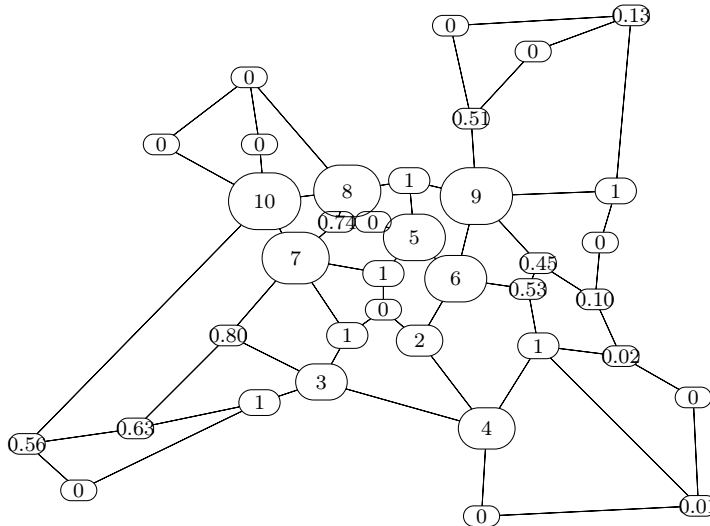
A csomópontok E/Ö képességét extra funkcionalitásnak (és költségnek) tekintjük. Ezért a hálózat teljesítőképessége az egyes csomópontok E/Ö képességének függvényében különösen érdekes kérdésnek bizonyul a hálózat tervezés szempontjából, és erősen függ a topológiától, a forgalom jellegétől és az útvonal-választó algoritmusoktól.

Az SSP algoritmus: heurisztika az ILP megfogalmazás megoldásának meggyorsítására

ILP megfogalmazás megoldásakor nagyon elterjedt valamilyen gyors relaxációval közelítő megoldást számolni. A megosztott kapacitás hozzárendelés ILP megfogalmazását Herzberg et. al. [31] a kapacitás változók folytonossá tételével oldották meg, majd kerekítési módszerekkel próbáltak egészértékű megoldást kapni (ez nem minden esetben sikerült). A védelmi utak élei számának korlátozásával kiszámolható méretű problémát kaptak. Ez a módszer akkor is használható, ha az ILP megfogalmazást Branch and Bound (BB) segítségével oldják meg [32], [33]. Medhi and Tipper [34] Lagrange féle relaxációt használt szubgradiens optimalizációval. A Lagrange féle relaxációnál [35] általában leegyszerűsítik az eredetileg összetett problémát úgy, hogy néhány kényszert dualizálva a feladatot több, könnyebb részfeladatra bontják. Szubgradiens optimalizálás segítségével a részfeladatok duális változóit iterációval számolják.

Hogy csökkentsem az ILP megfogalmazás megoldásához szükséges időt, egy új módszert, az ún. SSP algoritmust dolgoztam ki (a 9. ábrán látható a gyorsítás aránya). A módszer lényege, hogy egy gyorsan számolt megoldás (az SPP ILP megoldása) alapján jó becslést szolgáltatok az ILP megfogalmazás paramétereire, valamint a problémateret töredékére csökkentem a fölösleges élek elhagyásával.

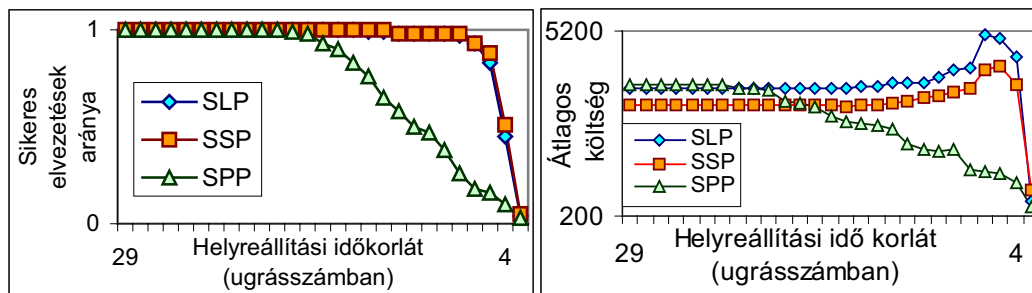
A csomópontok E/Ö képességének elemzése



7. ábra. Az átlagos költség növekedés abban az esetben ha egy adott csomópont nem E/Ö pont. Az ábrán az értékek 10^3 -nel meg vannak szorozva (vagyis %-ben értendők).

szimulációs eredményeit). Az SLP teljesítménye lényegesen rosszabb, mint a másik két védelmi megoldásé, bár garantálja a gyors helyreállítási időt.

Az eredmények és a fenti módszerek segítségével az útvonalválasztásban a védelem hatása pontosabban modellezhető, megkönnyítve ezzel a a hálózati csomópontok méretezését és általában a hálózat tervezést.



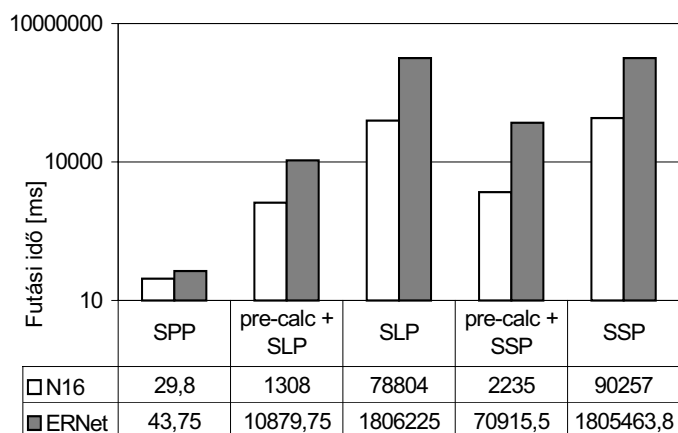
8. ábra. A helyreállítási idő korlátok hatása a teljesítményre a 61 pontos minta hálózaton kis forgalmi terhelés mellett (19%).

2.3 altézis: A megosztott szakaszvédelem számítási bonyolultságának vizsgálata

A megosztott szakaszvédelem problémát általános topológiájú távközlő hálózatokban a következőképpen lehet definiálni:

Bemenet:

- $G(N, E)$ irányítatlan gráf, ahol N a pontok és E az élek halmazát jelöli,
- az éleken kapacitás,
- a G gráf SRG halmazai, amik jelen esetben az élek,
- a hálózatban található valamennyi kapcsolat útvonala,
- az új igény forrása (s) és nyelője (t) (és kapacitása, ami 1 az egyszerűség kedvéért),
- k_{max} (≥ 1) paraméter, ami a tartományok számának felső korlátját jelöli.



9. ábra. Futási idő SPP, SLP heurisztikus meggyorsítással (SLP with pre-calculation), SLP, SSP heurisztikus meggyorsítással (SSP with pre-calculation), és SSP N16-os és ERNet hálózaton.

Létezik-e

- olyan W üzemi út, és azon olyan elágaztató és összevonó csomópontok által határolt szakaszok (amit \underline{W} mátrixban tárolunk), valamint az egyes szakaszokhoz védelmi utak (amit \underline{P} mátrixban tárolunk), amelyekre igaz hogy
 - a szakaszok (védelmi tartományok) száma legfeljebb $\leq k_{max}$,
 - W_k és P_k él (SRG) diszjunkt valamennyi k -ra
 - az üzemi út mentén igaz, hogy $f_i \geq b(W)$,
 - a védelmi út mentén igaz, hogy $f_i + v_i \geq b(W) + \max_{v_j \in W_k} s_{i,j}$ valamennyi k -ra.

Az SSP optimalizációs változatában definiálunk egy c költség-függvényt az éleken, amely az adott élen a kapacitás foglalás költségét jelképezi, és a cél, hogy minimális költségű kapcsolatot alakítsunk ki. A [38]-ben szereplő bizonyítási módszer felhasználásával belátható:

2.3. Tétel Az SSP NP-nehéz probléma.

A tétel teljesül pontfüggetlen esetre is, valamint $k = 1$ esetén tartalmazza az SPP bonyolultságát is.

3. téziscsoport: Megosztott út- és szakaszvédelem elosztott vezérsíkú modern távközlő hálózatokban

Az elmúlt néhány évben rengeteg tanulmány készült dinamikus forgalmú távközlő hálózatok útvonalválasztásáról megosztott védelem esetén. A legtöbb cikk feltételezi [3, 4, 5, 6, 7], hogy valamennyi csomópontnak pontos képe van a hálózat terheltségéről valamint az üzemi és védelmi utak útvonaláról ezt SCI-nak (Sharing with Complete Information) hívják a szakirodalomban, [39]. Sajnos a valóságban az Internet nem ilyen. Ahhoz, hogy ezt biztosítsuk, állandóan terjesztenünk kell a pontos hálózati képet, ami óriási terhet ró a jelzésrendszerre, és a hálózat skálázhatóságát erősen befolyásolja. Ezért újabban tanulmányokat készítenek részleges hálózati kép alapján történő útvonalválasztásról (SPI - Scenario of Partial Routing Information) [39, 40, 41, 42, 43], ahol az üzemi és védelmi utakat már nem terjesztik, hanem csak az élek terheltségét. Ilyenkor az útvonalválasztásnál a jelzésrendszer lényegesen kisebb terhelést kap, valamint a probléma sokat egyszerűsödik, így gyorsabban számolható, viszont a hálózati erőforrásokkal lényegesen pazarlóbb [39, 41, 42].

3.1 altézis: Csökkentett hálózati kép alapján történő útvonalválasztás megosztott útvédelem esetén

A témában publikált cikkekben [39, 41, 42] az algoritmusokat egyfelől a jelzésrendszer terheltsége, azaz a szükséges információmennyiség terjesztése, másfelől a hatékony hálózati erőforrás kihasználtság, azaz a hálózati kép rekonstrukciójának pontossága alapján értékelik ki. A cikkek közös alapötlete a jelzésrendszer terheltségét úgy csökkenteni, hogy az \underline{S} mátrix $O(E^2)$ információja helyett csak $O(E)$ információt terjeszt. Vagyis más szavakkal az egész \underline{S} mátrix helyett vektorokat terjesztenek. Technikai okok miatt az \underline{S} mátrix helyett az

$$r_{j,l} = \frac{-1}{b(W)} \cdot (v_j - b(W) - s_{j,l}) \quad (6)$$

képlettel definiált \underline{R} mátrixot használjuk.

SVD (Singular Value Decomposition [24]) transzformáció segítségével meghatároztam a legjobb közelítést adó vektorokat, hiszen:

$$\begin{aligned} \underline{U}^T \cdot \underline{R} \cdot \underline{V} &= \text{diag}(\sigma_1, \dots, \sigma_r) \in \mathfrak{R}^{m \times m} \\ \min_{\substack{\underline{R}, \\ \text{rank}(\underline{R})=1}} \left\| \underline{R} - \hat{\underline{R}} \right\|_2 &= \left\| \underline{R} - \sigma_1 \cdot \underline{U}_1 \cdot \underline{V}_1^T \right\|_2 = \sigma_2 \end{aligned} \quad (7)$$

Legyen $\underline{S}^P = \sqrt{\sigma_1} \cdot \underline{U}_1$ és $(\underline{S}^W)^T = \sqrt{\sigma_1} \cdot \underline{V}_1^T$, ahol σ_1 a legnagyobb szinguláris érték és \underline{U}_1 valamint \underline{V}_1 az ehhez tartozó szinguláris vektorok. \underline{S}^P and \underline{S}^W terjesztése adja a legjobb approximációt az \underline{S} mátrixra, ami javítja az útvonalválasztó algoritmusok teljesítményét [C7]. Emellett a probléma algoritmikus bonyolultsága is lényegesen csökkenthető a következő ötlettel:

Ehhez először definiáljunk \underline{W} mátrixot, ami egy W utat jelölő $|E| \times |E|$ méretű diagonális mátrix, úgy hogy a főátló elemei a W éleinél 1, amúgy 0, azaz például $\text{diag}(W) = \{0, 1, 0, \dots, 0, 1, 0, \dots, 0\}$ esetén W két élből áll: a G gráf 2. és x . éléből. Hasonlóan definiálunk a P úthoz egy \underline{P} mátrixot. Definiálunk még egy „row_max” operátort mátrixokhoz, amely egy oszlopvektort ad vissza a mátrix sorainak maximumával.

A feladat úgy módosul, hogy SRG független útpárt kell keresnünk, úgy hogy a költség a következő lesz:

$$\begin{aligned} c_{total} &= \underline{C}^T \cdot \left\{ \underline{W} \cdot \underline{1} + \text{row_max} \left(\underline{P}^T \cdot \underline{R} \cdot \underline{W} \right) \right\} \\ &\approx \underline{C}^T \cdot \left\{ \underline{W} \cdot \underline{1} + \text{row_max} \left(\underline{P}^T \cdot \underline{S}^P \cdot (\underline{S}^W)^T \cdot \underline{W} \right) \right\} \end{aligned} \quad (8)$$

ahol \underline{C} vektor az élek költség vektora. A (8) egyenletet a következő alakra lehet hozni:

$$c_{total} \approx \underline{C}^T \cdot \left\{ \underline{W} \cdot \underline{1} + \underline{P}^T \cdot \underline{S}^P \cdot \max \left((\underline{S}^W)^T \cdot \underline{W} \right) \right\} \quad (9)$$

ahol a maximum az $(\underline{S}^W)^T \cdot \underline{W}$ sorvektor elemein értendő. Eq. (9)-ből következik, hogy az üzemi út költsége az éleinek költségének összege. A védelmi út költsége viszont:

$$\max_{j \in W} (s_j^W) \cdot \sum_{i \in P} s_i^P \cdot c_i$$

Az útvonalválasztásnál az élek költségét három változó határozza meg: az üzemi út esetén s_i^W és c_i , míg a védelmi út esetén $\left[\max_{j \in W} (s_j^W) \cdot s_j^P \right] \cdot c_j$. Ezért a problémát megfo-

galmaztam két élköltség alapján történő független útkeresési feladatként, ahol az üzemi út esetén c_j , míg a védelmi út esetén $\left[\max_{j \in W} (s_j^W) \cdot s_j^P \right] \cdot c_j$.

A eltérő élköltségű független útkeresési feladatra léteznek hatékony heurisztikák [39, 28]. A [C7]-ban bemutatott szimulációk is alátámasztották az elméleti eredményeket.

3.2 altézis: Csökkentett hálózati kép alapján történő útvonalválasztás megosztott szakaszvédelem esetén

A DPIM-SAM (Distributed Partial Information Management with Sufficient and Aggregated Information) [1] egy olyan megoldás, amit megosztott védelemhez terveztek elosztott vezérsík esetére. DPIM-SAM esetén minden l él egy skaláris adatot küld szét magáról a hálózatban, nevezetesen a \underline{S} mátrix l -ik oszlopának maximumát. Így minden távoli csomópont megkapja az $\max(\underline{S}^l)$ értéket az összes l élhez és ennek segítségével számolja \underline{S} mátrix egy felső becslését. Mivel az SSP legnagyobb hátránya az óriási számítási igény, nem érdemes pontos hálózati képet terjeszteni. DPIM-SAM esetén az útvonalválasztási feladat lényegesen leegyszerűsödik. A szimulációs eredmények alapján az SSP-DPIM-SAM-nek és a SSP-SCI-nek hasonló a kapacitásfoglalás igénye, míg az előbbi esetünkben 1000-szer gyorsabban számolható és hatékonyabban alkalmazható elosztott útvonalválasztás esetén.

Az SSP-DPIM-SAM-ot megfogalmaztam ILP-ként.

Célfüggvény (2.1-es altézis jelölését felhasználva):

$$\sum_{(a,b) \in E_w} c_{a,b} \cdot x_{a,b} + \sum_{(u,v) \in E'_p} (c_{u,v} \cdot z'_{u,v} + \varepsilon) \cdot y'_{u,v}$$

Kényszerekben lényegében az üzemi út és a védelmi segédút a 2.1 altézisben bemutatott sajátos struktúráját kell biztosítani.

5. Az eredmények alkalmazása

A disszertációban az ipari partnerekkel való eszmecsere során felmerült problémákkal foglalkoztam. A bemutatott megoldások elsősorban áramkörkapcsolt és virtuális áramkörkapcsolt általános topológiájú gerinc hálózatokon alkalmazható, mint pl. MPLS, ATM, SDH/SONET, új generációs SDH/SONET és ASON. Ezek segítségével a jövő védett távközlő hálózataiban az útvonalválasztók a szolgáltatás-minőségi feltételeket is figyelembe tudják venni. Ma a megosztott út- és szakaszvédelmet tartják a legjobb megoldásnak.

Kifejlesztettem egy hálózat-szimulációs szoftvert az útvonalválasztó algoritmusok teszteléséhez, amivel igazolható ezek hatékonysága.

Az 1. és 3. téziscsoportban bemutatott módszerek skálázhatóak és figyelembe veszik a modern távközlő hálózatok több QoS feltételét. A 2. téziscsoportban a megosztott szakaszvédelem szükségét elemeztem, hogy jó kiindulási alapot adjak hatékony heurisztikák kifejlesztéséhez.

Különös figyelmet fordítottam az Ericssontól és a Nagysebességű Hálózatok Laboratóriumától (HSN*Lab*) kapott építő kritikákra.

6. Köszönetnyilvánítás

Szeretném megköszönni konzulenseimnek szakmai vezetésüket: Dr. Recski Andrásnak a nagyszerű matematikai témavezetését, és Cinkler Tibornak, hogy megismertette velem ezt a szép kutatási területet, kitartóan és alaposan irányította kutatási munkám. Szeretnék köszönetet mondani Pin-Han Ho-nak (University of Waterloo, Ontario, Canada), aki rengeteget segített disszertációm létrejöttében.

Kutatási munkámat az Ericsson és a Nagysebességű Hálózatok Laboratóriuma (HSN*Lab*) közötti együttműködés keretében végeztem a Budapesti Műszaki és Gazdaságtudományi

egyetemen. Hálás vagyok Dr. Boda Miklósnak és Dr. Henk Tamásnak folyamatos támogatásukért.

Hivatkozások

- [1] S. Chen and K. Nahrstedt, „An overview of quality-of-service routing for the next generation high-speed networks: Problems and solutions,” IEEE Network Magazine, Special Issue on Transmission and Distribution of Digital Video, vol. 12, pp. 64–79, November/December 1998.
- [2] D. Garbin and J. Yount, „Getting to the core.” online edition of Telecommunications Magazine, November 2002.
- [3] Y. Liu, D. Tipper, and P. Siripongwutikorn, „Approximating optimal spare capacity allocation by successive survivable routing,” in IEEE INFOCOM, (Anchorage, Alaska), pp. 699–708, 2001.
- [4] P.-H. Ho and H. T. Mouftah, „A framework of service guaranteed shared protection for optical networks,” IEEE Communications Magazine, pp. 97–103, February 2002.
- [5] P.-H. Ho, J. Tapolcai, and H. T. Mouftah, „On optimal diverse routing for shared protection in mesh WDM networks,” IEEE Transactions on Reliability, March 2004.
- [6] G. Li, D. Wang, C. Kalmanek, and R. Doverspike, „Efficient distributed path selection for shared restoration connections,” IEEE Transactions on Networking, vol. 11, pp. 761–771, October 2003.
- [7] E. Bouillet, J.-F. Labourdette, G. Ellina, R. Ramamurthy, and S. Chaudhuri, „Stochastic approaches to compute shared mesh restored lightpaths in optical network architectures,” in IEEE INFOCOM, (New York, NY), pp. 801–807, June 2002.
- [8] D. Xu, C. Qiao, and Y. Xiong, „An ultra-fast shared path protection scheme - distributed partial information management, part II,” in IEEE ICNP: International Conference on Network Protocols, (Paris, France), pp. 344–353, November 2002.
- [9] Y. Xiong, D. Xu, and C. Qiao, „Achieving fast and bandwidth efficient shared-path protection,” IEEE Journal of Lightwave Technology, pp. 365–371, February 2003.
- [10] D. Xu, Y. Xiong, and C. Qiao, „Protection with multi-segments PROMISE in networks with shared risk link groups SRG,” in The 40th Annual Allerton Conference on Communication, Control, and Computing, 2002.
- [11] L. Gargano and U. Vaccaro, „Routing in all-optical networks: Algorithmic and graph-theoretic problems,” Numbers, Information and Complexity, pp. 555–578, February 2000.
- [12] G. Wilfong and P. Winkler, „Ring routing and wavelength translation,” in SODA: ACM-SIAM Symposium on Discrete Algorithms, 1998.
- [13] J. Kleinberg and A. Kumar, „Wavelength conversion in optical networks,” in SODA: ACM-SIAM Symposium on Discrete Algorithms, 1999.
- [14] L. Jereb, „Kommunikációs hálózatok tervezésének és analízisének néhány kérdése.” MTA doktori értekezés, 2002.
- [15] J. Leventovszky, „Adaptív approximációs technikák a hálózatmegbízhatóságban.” MTA doktori értekezés, 2002.

- [16] J. W. Suurballe, „Disjoint paths in a network,” Networks, vol. 4, pp. 125–145, 1974.
- [17] E. W. Dijkstra, „A note on two problems in connexion with graphs,” Numer. Math., vol. 1, pp. 269–271, 1959.
- [18] U. Meyer, „Single-source shortest-paths on arbitrary directed graphs in linear average-case time,” in SODA: ACM-SIAM Symposium on Discrete Algorithms, pp. 797–806, 2001.
- [19] R. K. Ahuja, T. L. Magnanti, and J. B. Orlin, Network Flows; Theory, Algorithms, and Applications. Englewood Cliffs, New Jersey: Prentice Hall, 1993.
- [20] R. Gomory and T. C. Hu, „Multi-terminal network flows,” Journal of the Society for Industrial and Applied Mathematics, vol. 9, no. 4, pp. 551–570, 1961.
- [21] L. A. Wolsey, Integer Programming. Wiley-Interscience, 1998.
- [22] „CPLEX.” <http://www.ilog.com/products/cplex/>.
- [23] J. Dirks and M. Berkelaar, „Lp solve toolkit,” 1999.
- [24] G. H. Golub and C. F. V. Loan, Matrix Computations. Baltimore: Johns Hopkins University Press, 1983.
- [25] W. Grover, J. Doucette, M. Clouqueur, D. Leung, and D. Stamatelakis, „New options and insights for survivable transport networks,” IEEE Communications Magazine, vol. 40, pp. 34–41, January 2002.
- [26] J. Doucette and W. Grover, „Comparison of mesh protection and restoration schemes and the dependency on graph connectivity,” in DRCN: Third International Workshop on Design of Reliable Communication Networks, 2001.
- [27] P. Laborczi, Configuration of Fault Tollerant Infocommunication Networks. PhD thesis, Budapest University of Technology and Economics, Budapest, Hungary, 2002.
- [28] B. Szviatovszki, Design and Performance Analyzis of Routing Algorithms in Data Networks. PhD thesis, Budapest University of Technology and Economics, Budapest, Hungary, 2002.
- [29] R. W. Ashford and R. C. Daniel, „Some lessons in solving practical integer programs,” Journal of the Operational Research Society, vol. 43, no. 5, pp. 425–433, 1992.
- [30] C. Barnhart, E. L. Johnson, G. L. Nemhauser, G. Sigismondi, and P. Vance, „Formulating a mixed integer programming problem to improve solvability,” Operations Research, vol. 41, no. 6, pp. 1013–1019, 1993.
- [31] M. Herzberg, S. Bye, and U. Utano, „The hop-limit approach for spare capacity assignment in survivable networks,” IEEE/ACM Transactions on Networking, pp. 775–784, 1995.
- [32] W. D. Grover, R. R. Iraschko, and Y. Zheng, „Comparative methods and issues in design of mesh-restorable STM and ATM networks,” Telecommunication Network Planning, pp. 169–200, 1999.

- [33] R. Iraschko, M. MacGregor, and W. Grover, „Optimal capacity placement for path restoration in STM or ATM mesh survivable networks,” IEEE/ACM Transactions on Networking, pp. 325–336, June 1998.
- [34] D. Medhi and D. Tipper, „Some approaches to solving a multihour broadband network capacity design problem,” Telecommunication Systems, vol. 13, no. 2, pp. 269–291, 2000.
- [35] M. L. Fisher, „The Lagrangian relaxation method for solving integer programming problems,” Management Science, vol. 27, no. 1, pp. 1–18, 1981.
- [36] R. W. M. Vaughn, „Metropolitan network traffic demand study,” in 13th Annual Meeting Lasers and Electro-Optics Society (LEOS 2000 annual meeting), vol. 1, (Rio Grande, Puerto Rico), pp. 102–103, November 2000.
- [37] Y. Xiong and L. G. Mason, „Restoration strategies and spare capacity requirements in self-healing ATM networks,” IEEE/ACM Transactions on Networking, vol. 7, pp. 98–110, February 2003.
- [38] G. Ellinas, E. Bouillet, R. Ramamurthy, J.-F. Labourdette, S. Chaudhuri, and K. Bala, „Routing and restoration architectures in mesh optical networks,” Optical Networks Magazine, pp. 91–106, January/February 2003.
- [39] M. Kodialam and T. V. Lakshman, „Dynamic routing of locally restorable bandwidth guaranteed tunnels using aggregated link usage information,” in IEEE INFOCOM, pp. 376–385, 2001.
- [40] R. Ramamurthy, S. Sengupta, and S. Chaudhuri, „Comparison of centralized and distributed provisioning of lightpaths in mesh optical networks,” in OFC Optical Fiber Communications Conference, (Anaheim, CA), pp. MH4 (1–3), March 2001.
- [41] C. Qiao and D. Xu, „Distributed partial information management (DPIM) schemes for survivable networks - part I,” in IEEE INFOCOM, (New York, NY), pp. 302–311, June 2002.
- [42] L. Ruan and H. Luo, „Dynamic routing of restorable lightpaths: A tradeoff between capacity efficiency and resource information requirement,” in ONDM : IFIP Working Conference on Optical Network Design & Modelling, pp. 537–548, 2003.
- [43] P.-H. Ho and H. T. Mouftah, „Issues on diverse routing for WDM mesh networks with survivability,” in IEEE ICCCN International Conference on Computer and Communication Networks, (Scottsdale, AZ), pp. 60–65, October 2001.

Publikációk

Nemzetközi bírált folyóiratcikkek

- [J1] P. -H. Ho, J. Tapolcai, H. T. Mouftah, "On Optimal Diverse Routing for Shared Protection in Mesh WDM Networks", IEEE Transactions on Reliability, Vol. 53, No. 2, June 2004, 216-225 oldal (0.33 · 6 = 2)
- [J2] P. -H. Ho, J. Tapolcai, T. Cinkler, "Dynamic Survivable Routing for Segment Shared Protection in Mesh Communication Networks", IEEE/ACM Transactions on Networking, Vol. 12, No. 6, December 2004, 1105-1118 oldal (0.5 · 6 = 3)

Nemzetközi folyóiratcikkek

- [J3] P. -H. Ho, J. Xiaohong, S. Horiguchi, János Tapolcai „A Novel Network Planning Algorithm with Fixed Alternate Routing for MPLS Traffic Engineering”, Dynamics of Continuous, Discrete and Impulsive Systems, megjelenik: 2003, <http://monotone.uwaterloo.ca/~journal> ($0.25 \cdot 3 = 0.75$)

Magyar nyelvű folyóiratcikkek

- [J4] J. Szigeti, J. Tapolcai, G. Rétvári, L. Láposi, T. Cinkler, „Útvonalkijelölés és forgalomelvezetés több tartományú kapcsolt optikai hálózatokban”, Híradástechnika, LIX. 2004/2, 42-49 oldal ($0.25 \cdot 1 = 0.25$)
- [J5] J. Tapolcai „Az optikai hálózatok jövője”, Híradástechnika, 2003/4, 46-49. oldal ($1 \cdot 1 = 1$)
- [J6] P. Laborczi, L. Láposi, J. Tapolcai, Cs. Gáspár, „Cimkék az Interneten (MPLS, a többprotokollós címkekapcsolás technológiája)”, Híradástechnika, LVII. 2002/2, 3-10. oldal ($0.25 \cdot 1 = 0.25$)

Nemzetközi konferencián elhangzott meghívott előadás

- [C1] J. Tapolcai, P. -H. Ho, „Segment Shared Protection in Mesh Communication Networks”, Forty-First Annual Allerton Conference on Communication, Control, and Computing, University of Illinois, USA, 2003 október ($0.5 \cdot 3 = 1.5$)

Nemzetközi konferencia-kiadványban megjelent idegen nyelvű előadások

- [C2] J. Tapolcai, Pin-Han Ho, T. Cinkler, "A Compact Mathematical Formulation for Shared Path Protection with General Shared Risk Groups", elfogadva Conference on Wireless and Optical Communications Networks (WOCN) 2005 ($0.5 \cdot 4 = 2$)
- [C3] J. Tapolcai, P. Fodor, G. Rétvári, M. Maliosz, T. Cinkler, "Class-based Minimum Interference Routing for Traffic Engineering in Optical Networks", elfogadva 1st Conference on Next Generation Internet Networks (EURO-NGI) 2005 ($0.25 \cdot 4 = 1$)
- [C4] T. Cinkler, D. Mesko, G. Viola, J. Tapolcai, A. Mitsenkov, "Routing with Partially Disjoint Shared Path (PDSP) Protection", elfogadva 1st Conference on Next Generation Internet Networks (EURO-NGI) 2005 ($0.25 \cdot 4 = 1$)
- [C5] J. Tapolcai, Pin-Han Ho, "A Distributed Control Framework for Shared Protection based on Matrix Decomposition in Tropical Semi-Rings", elfogadva 19th International Conference on Advanced Information Networking and Applications (AINA) 2005 ($0.5 \cdot 4 = 2$)
- [C6] J. Tapolcai, Pin-Han Ho, "A Compact Mathematical Formulation for Shared Protection", International Conference on Information and Communication Technologies (ICT) 2004 ($0.5 \cdot 4 = 2$)
- [C7] J. Tapolcai, P. -H. Ho, X. Jiang, S. Horiguchi „A Study on Distributed Control Architectures for Shared Protection in Modern Communication Networks with Bandwidth Guaranteed Tunnels”, GLOBECOM 2004. ($0.25 \cdot 4 = 1$)
- [C8] P.-H. Ho, J. Tapolcai, H. T. Mouftah and C. -H. Yeh, „Linear Formulation for Path Shared Protection”, IEEE International Conference on Communications (ICC), Párizs, Franciaország, 2004 június. ($0.25 \cdot 4 = 1$)

- [C9] J. Szigeti, J. Tapolcai, T. Cinkler, "Stalled Information Based Routing in Multi-Domain Multilayer Networks", in: Proc. 11th International Telecommunications Network Strategy and Planning Symposium (NETWORKS), 2004 június, 297-302 oldal. (0.5 · 4 = 2)
- [C10] J. Tapolcai, P. -H. Ho, "Linear Formulation for Segment Shared Protection", in: OPTICOM 2003: Optical Networking and Communications, Proceedings of SPIE, vol. 5285, USA, 49-58. oldal. (0.5 · 4 = 2)
- [C11] P. -H. Ho, J. Tapolcai and H. T. Mouftah, "Diverse Routing for Shared Protection in Survivable Optical Networks", GLOBECOM 2003, USA. (0.33 · 4 = 1.33)
- [C12] J. Tapolcai, T. Cinkler, „On-line Routing Algorithms with Shared Protection in WDM Networks”, in: Proc. ONDM: The 7th IFIP Working Conference on Optical Network Design & Modelling 2003, Budapest, 351-364 oldal. (1 · 4 = 4)
- [C13] P. Laborczi, J. Tapolcai, P. -H. Ho, T. Cinkler, A. Recski, H. T. Mouftah: „Algorithms for Asymmetrically Weighted Pair of Disjoint Paths in Survivable Networks”, in: Proc. DRCN: Third International Workshop on Design Of Reliable Communication Networks 2001, Budapest, 220-227 oldal. (0.25 · 4 = 1)
- [C14] Cs. Gáspár, T. Cinkler, G. Makács, J. Tapolcai, „Wavelength Routing with Grooming and Protection”, in: Proc. ONDM: The 7th IFIP Working Conference on Optical Network Design & Modelling 2003, Budapest, 469-487 oldal. (0.33 · 4 = 1.33)
- [C15] Cs. Gáspár, Sz. Szentes, J. Tapolcai, T. Cinkler: Approximative „Algorithms for Configuration of Multi-Layer Networks with Protection”, in: Proc. DRCN: Third International Workshop on Design Of Reliable Communication Networks 2001, Budapest 228-235 oldal. (0.33 · 4 = 1.33)
- [C16] J. Tapolcai, T. Cinkler: „Iterative Multi-Hop Wavelength Routing Through Decomposition. Presented at the 9th International”, NETWORKS: Telecommunication Network Planning Symposium, Torontó, Kanada, 2000. (1 · 4 = 4)

Magyar nyelvű konferencia előadás

- [C17] J. Tapolcai: „WR-WDM hálózatok optimalizálása” Végzős konferencia, Budapesti Műszaki és Gazdaságtudományi Egyetemen 2000 április, 153-158 oldal. (1 · 1 = 1)

Nem publikációértékű munkák

- [T1] Co-author of „Exercise Book of Graph Theory”, Budapest University of Technology and Economics.
- [T2] Co-author of „Study on CAD tools for simulating Optical Networks”, ordered by MATAV PKI, made at BME-TTT, 2001.
- [T3] Co-author of „Study on IP over DWDM test network”, ordered by MATAV PKI, made at BME-TTT, 2000.

(A publikációk után a Habilitációs Bizottság és a Doktori Tanács által előírt pontozás található. összpontszám: 36.74 pont)