



Budapesti Műszaki és Gazdaságtudományi Egyetem  
Távközlési és Médiainformatikai Tanszék

# Hatékony forgalommenedzsment eljárások hibatűrő, minőségbiztosított Metro-Ethernet hálózatok számára

Kern András

**Tézisfüzet**

Tudományos vezetők:

Dr. Cinkler Tibor, Dr. Bíró József és Dr. Sallai Gyula  
*Nagysebességű Hálózatok Laboratóriuma*  
*Távközlési és Médiainformatikai Tanszék*  
*Budapesti Műszaki és Gazdaságtudományi Egyetem*

Budapest  
2007

# 1. Bevezetés

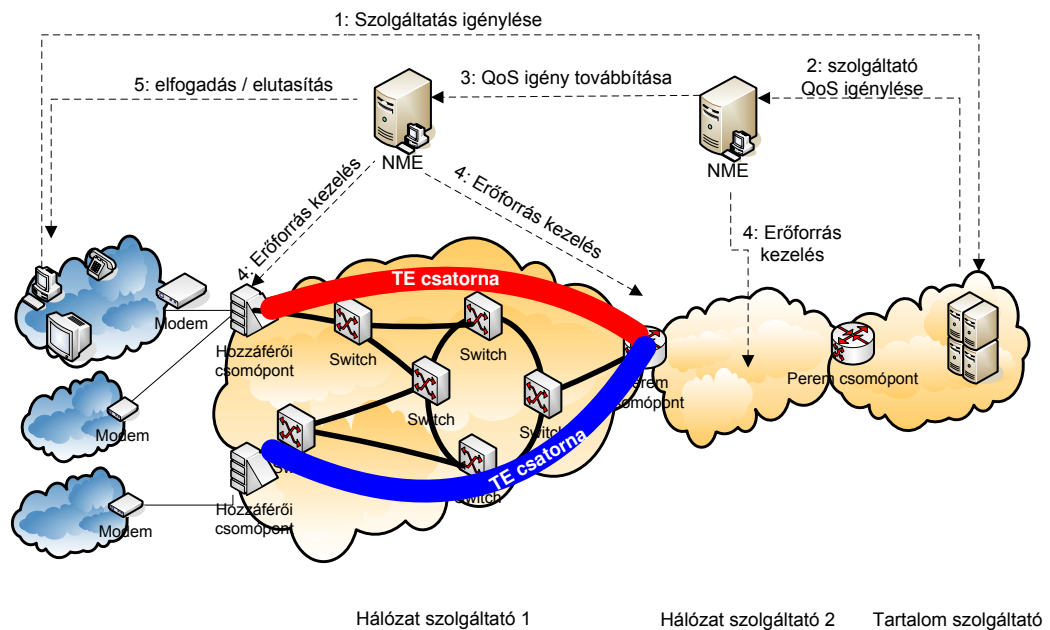
Ahogy az egyes felhasználók egyre nagyobb sávszélességű internet-hozzáféréssel rendelkeznek, úgy nőnek az igényeik az új, értéknovelt szolgáltatások iránt - mint például az internetes telefon vagy az interaktív videó szolgáltatások. Ezen új szolgáltatások a nagyobb sávszélesség mellett szigorúbb szolgáltatás minőséget (Quality of Service (QoS)) is igényelnek a hagyományos internet forgalomnál. Ez a folyamatosan növekvő igény a szolgáltató hálózatára egyre nagyobb terhet ró. Ezzel párhuzamosan a helyi hálózati szegmensben az Ethernet alapú megoldások egyeduralmukodóvá váltak, mind egyéni, mind vállalati megoldások esetén.

Az új, akár optikai alapú Ethernet megoldások folyamatosan csökkenő ára, és az elérhető sávszélesség ezzel egyidejű növekedése az Ethernet alapú megoldásokat költségkímélő városi hálózati megoldássá teszi. Ahhoz azonban, hogy az Ethernet valóban alkalmazható megoldás legyen, új kívánalmaknak is meg kell felelnie, mint például skálázhatóság, magasabb szintű rendelkezésre állás és szolgáltatásminőség (QoS).

A szabványosítási szervezetek a nagyobb gyártókkal karöltve folyamatosan terjesztik ki az Ethernet képességeit. Az egyes felhasználók és forgalmaik szétválasztására az IEEE bevezette a virtuális helyi hálózatok (Virtual Local Area Network (VLAN)) koncepcióját (IEEE 802.1Q) [IEEE802.1Q2003], amely lehetővé tette 4096 különböző logikai hálózat definiálását. Emellett 3 úgynevezett prioritás bitet is meghatároz a szabvány, így 8 forgalmi osztály megkülönböztetése vált lehetségessé. A skálázhatóságra megoldást a hierarchikus cím és VLAN szervezés bevezetése jelentett [IEEE802.1ad, IEEE05a].

A hagyományos Ethernet egyszerű csomagtovábbítási eljárása – a „visszafele tanulás” és többesküldés módszere – hurokmentes topológiát igényel. Nyilvánvaló azonban, hogy egy ilyen topológia csak korlátozott rendelkezésre állási és QoS képességgel rendelkezik. Az IEEE által kidolgozott Feszítőfa Protokoll (Spanning Tree Protocol: STP) [LSJ98] és a Gyors Feszítőfa Protokoll (Rapid Spanning Tree Protocol: RSTP) [IEEE802.1w, GP] egy tetszőleges fizikai hálózat felett egy körmentes logikai topológiát definiál. Mindkét protokoll képes a fizikai hálózat változásaira reagálni, így például egy összeköttetés meghibásodása után a csomópontok közötti kapcsolatokat helyreállítani. Ugyanakkor mindkét esetben csak egy fa kerül kifizetésre, amely normál működés esetén a redundáns összeköttetéseket kihasználatlanul hagyja. A Többszörös Feszítőfa Protokoll (Multiple Spanning Tree Protocol: MSTP) [IEEE802.1s] esetén az Ethernet eszközökben (kapcsolókban) több, független RSTP példány fut. Emiatt a fák egymástól függetlenül konfigurálhatóak, ezáltal a redundáns összeköttetések is kihasználhatóak. Így a megfelelően konfigurált fák segítségével nagyobb rendelkezésre állás érhető el, és a forgalommenedzsment is megvalósítható.

Munkám során a 1. ábrán is látható hálózati architektúrát tételeztem fel. Az ábrázolt három hálózati szegmens közül a szolgáltatói nagyvárosi (metro) hálózatokra összpontosítottam, amelyek teljesen kapcsolt Etherneten alapulnak. A csomópontok három csoportba sorolhatók. A Hozzáférői Csomópontok (Access Node: AN) több tucat (vagy többszáz)



1. ábra. Feltételezett QoS architektúra

felhasználó forgalmát fogják össze; míg a Perem Csomópontok (Edge Node: EN) teremtik meg a kapcsolatot az alkalmazás- és internetszolgáltatókkal. Ez a két osztály forgalomszabályozási feladatokat látnak el, a belső csomópontok csak csomagtovábbítási funkciókat látnak el. Ez a két osztály jelöli ki a nagyvárosi hálózat határait. A hálózati intelligencia ezekbe a határcsomópontokba és egy további központi egységbe – az úgynevezett hálózatvezérlő egység (Network Manager Entity: NME) – koncentrálódik. Az NME fő feladata a forgalommenedzsment támogatása, és teljes képpel rendelkezik a hálózat pillanatnyi helyzetéről.

Az erőforrások kiosztása szolgáltatás-szinten történik, azaz a hálózat két végpontja között minden szolgáltatás számára külön logikai csatornát határozzunk meg (TE csatorna), és hálózati erőforrásokat rendelünk hozzájuk [BvdSBP03]. Noha a szabvány 8 forgalmi osztály megkülönböztetését teszi lehetővé, a legtöbb esetben négy forgalmi osztály megkülönböztetése elegendő (lásd ITU-T G.1010 [G.1010] és 3GPP TS 22.105 [3GP06] ajánlások). A csatornába belépő forgalom vezérlésére és hívásengedélyezésre van szükség, hogy egy csatornába a fenntartott sávszélességnél több forgalom ne léphessen be. Ez megvalósítható akár központosítottan [BvdSBP03] vagy elosztottan [C3].

A legtöbb Ethernet kapcsoló az abszolút prioritás alapú ütemezést támogatja. Ekkor a forgalmi osztályokat prioritás szerint rendezzük sorba, és az alsóbb osztályba tartozó forgalom csak akkor kerül kiszolgálásra, ha már nincs magasabb osztálybeli forgalom. Ahhoz, hogy az alacsonyabb osztályba sorolt forgalom számára is képesek legyünk szolgáltatásminőséget nyújtani, a felsőbb osztályok forgalmát korlátozni kell. A kézenfekvő megoldás

esetén az egyes forgalmi osztályok számára az összeköttetés kapacitásának csak egy rögzített hányada foglalható le, amit a hálózat üzemeltetője határoz meg.

A hibatűrés megvalósításának eszköze a RSTP protokoll által nyújtott helyreállási képesség, azonban a helyreállási idő másodperc nagyságrendű is lehet, amely bizonyos szolgáltatások számára nem elfogadható. Mindamellett, nincs garancia arra, hogy a helyreállítás után kialakuló fa használatával az összes forgalmi igény számára biztosítani lehet az elvárt szolgáltatás minőséget. MSTP alkalmazása sem oldja meg kielégítően ezeket a problémákat. Megfelelő szintű hibatűrés biztosítására a VLAN-k kapcsolásán alapuló megoldások a legelterjedtebbek [ITU-G8031][FTAW05]. Ekkor minden egyes forgalmi igény számára két VLAN-t, egy üzemi és egy védelmi jelölünk ki. Alapértelmezésben csak az üzemi VLAN-on megy a forgalom, és csak hiba esetén kapcsolunk át a védelmire.

A fenti modell hatékony működéséhez azonban elengedhetetlen a csatornák útvonalainak kijelölése, és a szükséges kapacitások lefoglalása. Tudományos értekezésemet ezen problémák megoldásának szenteltem.

## 2. Kutatási célkitűzések

Az irodalomban eddig javasolt megoldások a bevezetőben felvázolt feladatnak csak rész-halmazait fedik le: elsősorban a feszítőfák alkalmazásának legnagyobb hátrányára, a hiba utáni lassú helyreállítás problémájára koncentrálnak [SGNcC04, FTAW05]. A minőség-biztosítás és a forgalommenedzsment megvalósítására is születtek javaslatok [LYD<sup>+</sup>03b, LYD<sup>+</sup>03a, LLN02], ám ezek a helyreállítás kérdéskörével nem foglalkoztak. A doktori értekezésemben, a bevezetőben bemutatott architektúrát feltételezve, olyan eljárások és hatékony algoritmusok kidolgozását tűztem ki célul, amelyek segítségével lehetővé válik a forgalommenedzsment megvalósítása, miközben megfelelő szolgáltatás-minőség és rendelkezésre-állás biztosított. A munkám során a következő kutatási célokat határoztam meg:

1. A forgalommenedzsment céljainak és feladatainak azonosítása, a célok formalizálása és megfogalmazása Egészértékű Lineáris Programként (Integer Linear Program: ILP), amely segítségével optimális megoldás határozható meg.
2. Az ILP modell segítségével a forgalommenedzsment alkalmazhatóságának vizsgálata tipikus városi hálózatokon. Továbbá a különböző védelmi megoldások – mint a hozzárendelt és megosztott védelem – alkalmazhatóságának vizsgálata a előbbi ILP modellben.

3. Heurisztikus algoritmusok kidolgozása a forgalommenedzsment hatékony megvalósítására, azaz közel optimális megoldás meghatározása elfogadható időkorlátok mellett. További cél a javasolt heurisztikus algoritmusok továbbfejlesztése, amelyek képesek statisztikus multiplexelési nyereség kihasználására és a multicast támogatására.

### 3. Kutatási módszertan

Az infokommunikációs hálózatokat gráfokkal modelleztem, ahol az egyes kapcsolókat csomópontokkal, míg az egyes összeköttetéseket két, egymással szemben irányított éllel írtam le. Minden egyes élhez egy pozitív érték tartozik, amely az adott fizikai összeköttetésen elérhető kapacitást adja meg. Ezáltal a kitűzött feladatok visszavezethetők gráfelméleti problémákra, így a gráfelmélet apparátusa alkalmazható.

Az optimalizálási problémákat Egészértékű Lineáris Programozási feladatként (Integer Linear Program: ILP) fogalmaztam meg, és a rendelkezésre álló programcsomag (ILOG CPLEX 9.1 [CPL]) segítségével oldottam meg. A kapott megoldások a megfogalmazott problémák globális optimumai. Azonban az ILP bizonyítottan NP-teljes [GJ79], emiatt a módszer rosszul skálázható: a gyakorlatban előforduló hálózatok esetén nagy futási idő tapasztalható. Ezáltal ez a módszer csak statikus forgalommenedzsment esetén alkalmazható, amikor a hálózat újrakonfigurálása ritkán következik be. Ezért *heurisztikus* – az állapototteret valamilyen vezérelv vagy „heurisztika” szerint bejáró – algoritmusok kifejlesztésére törekedtem, amelyek noha csak közelítik az optimális megoldást, polinomiális futási idővel rendelkeznek, lehetővé téve a dinamikus forgalommenedzsmentet.

A tézisekben javasolt eljárások és algoritmusok teljesítményének elemzése összehasonlító szimulációk segítségével történt. Mivel a lefedett témák a Metro Ethernet környezetre koncentrálnak, ezért egy közös szimulációs környezet alkalmazható. A szimulációk során tipikus, a gyakorlatban is előforduló metro hálózati topológiákat tételeztem fel. A hozzáférői csomópontok (AN) forgalmát aggregációs ágak koncentrálnak a hálózat mag részébe. A koncentrált forgalmat ez a mag, amely gyűrű vagy szövevényes topológiájú, osztja szét a hálózat határcsomópontjai (EN) között. A [CS06] alapján a topológiák két osztályát definiáltam, amelyek elsősorban az aggregációs ágak felépítésében térnek el, és lehetnek *Fa-Gyűrű* illetve *Dual-Homing* osztályúak. Az osztályokon belül különböző méretű topológiákat definiáltam, ahol a csomópontok száma 12 és 48 között változik. A fokszámok átlagos értéke 3 körül változik.

A forgalom a hálózat határcsomópontjai (AN és EN) között áramlik. Ekkor minden AN-EN párra a nyújtott szolgáltatásonként egy-egy logikai csatorna definiálható, amelynek mérete függ a *forgalmi osztályt* és a *forgalom átlagos nagyságát* leíró paraméterektől. A négy forgalmi osztály közül 3 prioritásos (teljes forgalom 47%-a) és a negyedik a best effort (53%).

Referenciaként feltételezett *STP* és *MSTP* protokollok a szabvány szerint megadott alapbeállítások szerint működnek, és csak a topológiát veszik figyelembe a fák kialakítása során. Így a módszereket *topológia vezéreltnek* nevezzük. Ettől eltérő beállításokkal is elvégezhetnénk a vizsgálatokat, azonban ilyen „ökölszabályok” definiálása már magában hordoz bizonyos fokú optimalizálást.

A szimulációk során a következő jellemzőket vizsgáltam:

- Az *elérhető átbocsátóképesség* segítségével mérhető az eljárások teljesítménye. A jellemző meghatározása a forgalom skálázásával, a *forgalom átlagos nagysága* paraméternek a maximalizálásával történik.
- A *lefoglalt hálózati kapacitás* célja a módszerek takarékoságának vizsgálata. Védelem esetén üzemi és a védelmi utak által lefoglalt erőforrások megkülönböztetésre kerülnek.
- *Futási idő* segítségével nemcsak a javasolt eljárások skálázhatósága vizsgálható, hanem azok alkalmazhatósága is bemutatható: például az adott algoritmus képes-e dinamikus forgalommenedzsment támogatására.

## 4. Új eredmények

Eredményeimet három tézisben foglaltam össze, amelyek egyenként 2-3 altézisből állnak.

**1. Tézis.** *Globális optimumot adó módszert dolgoztam ki forgalomvezérelt feszítőfák meghatározására QoS képes és magas rendelkezésre állású Metro-Ethernet hálózatokra.*

**Bevezetés** A forgalomvezérelt feszítőfa-optimalizálás feladata során az egyes logikai csatornákat le kell képezni VLAN-okra, majd a VLAN-okat hozzá kell rendelni a fa példányokhoz, végül pedig a fa példányokat ki kell feszíteni a hálózatban oly módon, hogy az egyes csatornák számára a megkövetelt szintű szolgáltatásminőség és rendelkezésre-állás biztosított legyen. A bevezetőben ismertetett hálózati architektúra lehetővé teszi azt a megkötést, hogy a fa példányok gyökerei a perem csomópontokban legyenek. Ez nagymértékben egyszerűsíti a problémát, ugyanakkor a megoldást nem korlátozza, mivel a forgalom a hálózat határcsomópontjai (AN és EN) között áramlik. Továbbá, adminisztrációs és számlázási feladatok megvalósítása miatt a hozzáférői csomópontok között a forgalom közvetlenül nem folyhat, csak határcsomóponton keresztül.

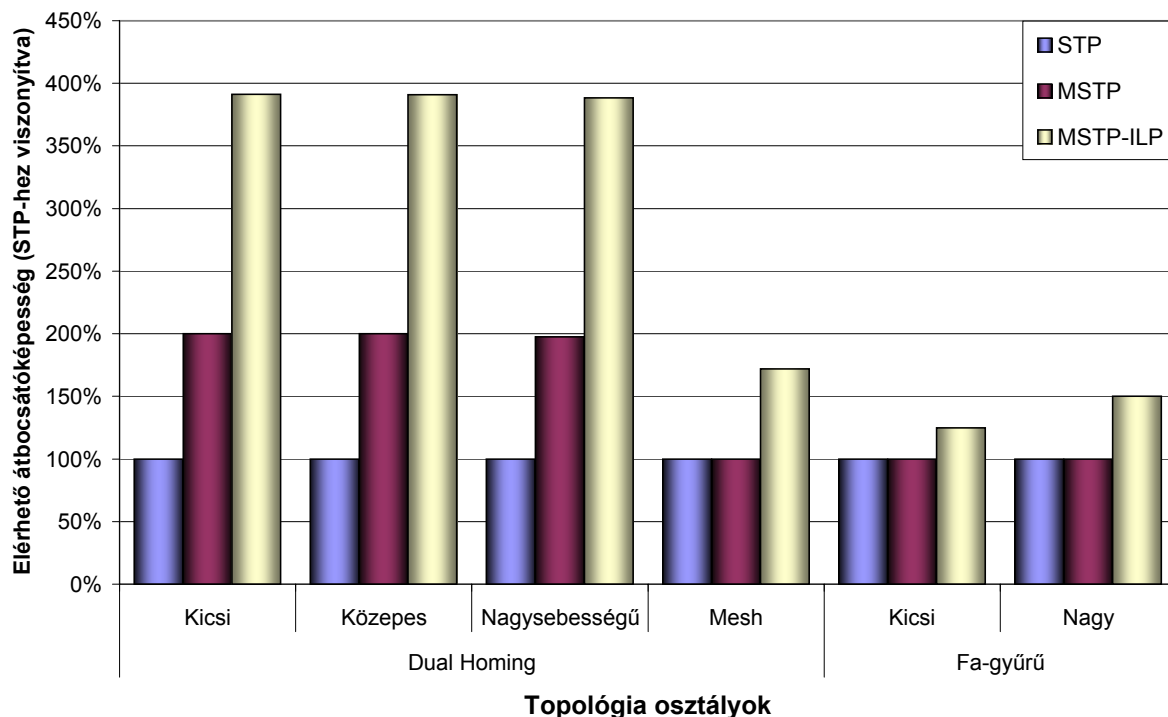
**1.1. Altézis.** *QoS-képes Metro-Ethernet hálózatokban a feszítőfák optimalizálására és a forgalmi igényeknek a feszítőfákhoz történő optimális hozzárendelésére Egészértékű Lineáris Programot adtam (MSTP<sub>ILP</sub>) [C4, C8], amely segítségével a kihasználatlan redundáns összeköttetések felhasználhatóak, így gyakorlatban előforduló városi hálózati topológiák [CS06] esetén a hálózat átbecsátóképessége akár megduplázható a „topológia vezérelt” MSTP-vel szemben.*

A javasolt optimalizálási feladat bemenetei a hálózat topológiája, az egyes összeköttetések kapacitásai, a forgalmi osztályok leírói és az egyes osztályokhoz tartozó forgalmat leíró forgalommatrixok. A feladat leírására két, bináris változókból álló halmazt vezettem be:  $x_{él}^{igény, fa}$  a forgalmi igények elvezetését és fákhoz történő hozzárendelését, az  $y_{él}^{fa}$  a fák kifizetését írják le. Tipikus cél a fák élei számának és a hálózatban lefoglalt kapacitásoknak minimalizálása. A javasolt célfüggvény a kettő súlyozott összege ( $\alpha$ ), így mindkét tényező figyelembe vehető. A célfüggvény ekkor a következő:

$$\min \sum_{\forall élre} \left[ \alpha \sum_{\forall fára} y_{él}^{fa} + (1 - \alpha) \sum_{\forall igényre, \forall fára} x_{él}^{igény, fa} \cdot \{igény \text{ sávszélessége} \} \right]. \quad (1)$$

Első peremfeltétel, hogy az egyes forgalmi igények a hálózatban engedelmeskedjenek a *folyam-megmaradási törvénynek*, azaz,  $(i)$  ha a forgalom belép egy adott csomópontba, akkor, ha a csomópont nem célja az adott igénynek, lépjen is ki.  $(i)$  ha pedig kilép egy csomópontból és nem a forrása, akkor lépjen be oda. *Külön kapacitáskorlátokat* fogalmaztam meg az egyes forgalmi osztályokba tartozó igények számára, azaz egy osztályba tartozó összes forgalom nem lépi túl a fenntartott kapacitáshányadot. A „best effort” osztály viszont felhasználhatja az összes szabad kapacitást, így ekkor az összes forgalmi osztály forgalmát figyelembe veszem. A célkitűzésben szerepelt továbbá az *egyes forgalmi igények leképezése fákra*. Ez egyrészt külön korlátként fogalmazandó meg. Másik lehetséges megoldás a *folyam-leíró változók és a folyamümegmaradási törvény kiterjesztése [C4]*. A korlátok utolsó csoportjának feladata annak biztosítása, hogy a *fa példányok ténylegesen fák legyenek*, és a gyökereik a perem csomópontok legyenek, míg a hozzáférői csomópontok legyenek a leveleik – ez utóbbi a feladat megfogalmazásából fakad, amely nem korlátozza a megoldást.

Szimulációk segítségével megmutattam, hogy a gyakorlatban alkalmazott topológiák körében az elérhető átbecsátóképesség jelentősen megnövelhető a topológia vezérelt megoldásokkal szemben. A topológia vezérelt MSTP protokollhoz képest a nyereség topológiától függően 50%–100% (2. ábra). A vizsgált dual-homing struktúrát követő topológiák esetén jelentősen megnövekedett átbecsátóképesség (100%) figyelhető meg. Ennek oka a redundáns élek hatékonyabb kihasználásában rejlik.



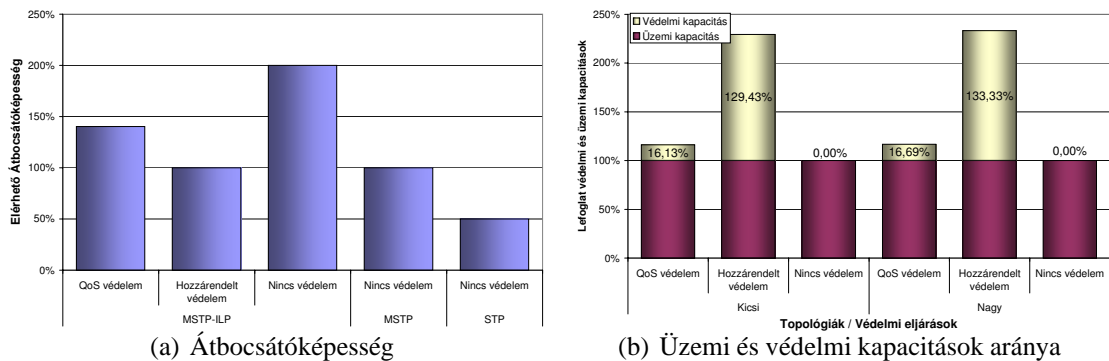
2. ábra. Átbocsátóképesség különböző topológiák esetén

**1.2. Altézis.** Nagy rendelkezésre-állású és minőségbiztosított Metro Ethernet hálózatok felett optimális megoldást adó, ILP-n alapuló módszert adtam a forgalmi igények feszítőfákra történő leképezésére hozzárendelt védelem alkalmazásának esetére [C6, C8]. A definiált Dual-Homing topológia osztály esetén a kapott átbocsátóképesség megegyezett a referencia megoldással, azonban a javasolt eljárás garanciát nyújt a szolgáltatás minőségének megőrzésére egy összeköttetés meghibásodása esetén is.

A VLAN kapcsoláson alapuló módszer az útvonalvédelmi eljárások csoportjába sorolható. Ekkor a védelmi utakra is fel kell írni a folyammegmaradási törvényt, és figyelembe kell venni őket a kapacitás korlátok megfogalmazásakor. Egy további korlátot is meg kellett fogalmaznom, amely biztosítja, hogy az üzemi és a védelmi utak éldiszjunktak legyenek azáltal, hogy megtiltsuk a két útnak ugyanazon összeköttetések használatát. A fa hozzárendelési korlátok megfogalmazásakor a kétféle VLAN-t egyenrangúnak kezelem.

A vizsgált topológiák esetén a hozzárendelt védelem miatt csökkenő átbocsátóképességet a hatékony forgalommenedzsment képes ellensúlyozni, így hasonló átbocsátóképességet képes nyújtani, mint a topológia vezérelt MSTP (3(a) ábra). Hiba esetén az MSTP a forgalmi viszonyok figyelembe vétele nélkül alakítja újra a fákat, ezért sem a megfelelő QoS sem a lefoglalt kapacitás nem biztosítható. Ezzel szemben a javasolt eljárás esetén garanciát nyújt a QoS-t és a védelmet illetően.





3. ábra. Átbocsátóképesség és erőforrásfoglalás 1:1 hozzárendelt védelem esetén.

**1.3. Altézés.** Újszerű védelmi megközelítést javasoltam minőségbiztosított, nagy rendelkezésreállású Metro Ethernet hálózatok esetére, amely során a minőségbiztosított forgalom számára fenntartott védelmi kapacitások megosztásra kerülnek a „best effort” forgalommal ([C6]). Megmutattam, hogy Dual-Homing topológia osztály esetén, ha a best effort forgalom a teljes forgalom 53%-a, az átbocsátóképesség akár 40%-kal növelhető a hozzárendelt védelemhez képest.

Az üzemi és védelmi utak számára lefoglalt kapacitások vizsgálata (3(b) ábra) rávilágított arra, hogy a hozzárendelt védelem önmagában pazarolja a kapacitásokat. Cél olyan védelmi eljárások alkalmazása, amelyek kevesebb erőforrást használnak. Ebből a szempontból a megosztott védelem az egyik leghatékonyabb megoldás [GDC<sup>+</sup>02], azonban ILP feladatként történő megfogalmazása csak egészen kis hálózatok esetén ad megoldást elfogadható időkorlátok mellett.

Ezért az általam javasolt védelmi eljárás (QoS védelem) esetén a prioritásos forgalom hozzárendelt védelemmel van ellátva, azonban a védelmi útvonalai számára fenntartott kapacitás megosztásra kerül a best-effort forgalommal. Ha feltételezzük, hogy a forgalomnak legalább az 50%-a best effort, akkor a prioritásos forgalom számára garantálható a szolgáltatásminőség egy összeköttetés hibája esetén. A módszer hátránya azonban, hogy a best effort forgalom számára alapértelmezésben nem nyújt sávszélesség garanciát. Amennyiben bizonyos best effort osztályú igények számára mégis védelmet kell nyújtani, akkor számukra szintén van lehetőség két VLAN definiálásra.

Az eljárás teljesítményét megvizsgálva megmutattam, hogy a definiált Dual-Homing topológia osztály esetén a QoS védelem alkalmazásával az átbocsátóképesség akár 40%-kal nagyobb a hozzárendelt védelemnél; igaz, a teljes forgalom 47%-a védett (3(a)). A módszer hatékonyságát mutatja, hogy az optimalizáló algoritmus QoS védelemmel csak 16%-kal foglalt több kapacitást, mint a védelem nélkül. Ezzel szemben hozzárendelt védelmet alkalmazva az üzemi útvonalakra fordított kapacitás 130%-a lett a védelem számára fenntartva.

**2. Tézis.** *Skálázható feszítőfa-optimalizálási eljárásokat dolgoztam ki és vizsgáltam meg minőségbiztosított és nagy rendelkezésreállású Metro Ethernet hálózatokban.*

**Bevezetés** A forgalomvezérelt feszítőfa-optimalizálási probléma ILP feladatként történő megoldása, noha az optimális megoldást találja meg, rosszul skálázható algoritmust eredményez. A skálázhatatlanság további oka a problémater gyors növekedése, különösen a fák és a forgalmi igények számának növelése esetén. Így a problémater szisztematikus bejárása esetén sem oldható meg. Emiatt olyan heurisztikus algoritmusokra teszek javaslatot, amelyek a dekompozíció alkalmazásával a feladatot több, kisebb részre bontják, majd azokat speciális heurisztikák segítségével oldják meg. A javasolt algoritmusok hatékonysága kiemelt cél, azaz közel optimális megoldás meghatározására legyenek képesek elfogadható időkorlátok mellett nagyobb hálózatok esetén is.

Az ILP model strukturáját vizsgálva a részfeladatok mentén történő dekompozíciót választottam. Az 1. tézisben kitűzött részfeladatok két csoportba sorolhatóak, melyek a következők:

- *Igény elvezetés* során a feladat az egyes forgalmi igények elvezetése a hálózatban a kapacitás és QoS korlátok figyelembevételével. Ez a feladat a jól ismert többtermékes folyamprobléma egy módosított változata, mivel itt QoS korlátok is megjelennek. Több heurisztikus megoldás is ismert, ezeket azonban tovább kellett fejlesztem, hogy képesek legyenek a QoS osztályok és korlátok kezelésére.
- *Fa lefedés* feladat során az elvezetett igényeket a lehető legkevesebb fával kell lefedni. Mivel két különböző perem csomóponthoz tartozó igény nem rendelhető egy közös fához, a feladat tovább bontandó perem csomópontonkénti fa-lefedési feladatokra.

A két azonosított feladatot egymás után, egyszer-ször hajtuk végre. Az így kialakított algoritmus esetén ugyan az optimális megoldás meghatározása nem garantált – mivel az igények elvezetése során nem lehet figyelembe venni a később kifizítendő fa példányokat –, azonban várhatóan jól skálázható lesz.

**2.1. Altézis.** *A minimális fa lefedési részfeladatra skálázható eljárást dolgoztam ki, amely a vizsgált topológia-osztályok felett a topológiától függően, 60-100%-ban minimális számú fával fedi le a bemeneti útvonalkészletet [C9].*

A javasolt Fa Hozzárendelési és Lefedési (Tree Assigner & Placer (TAP)) algoritmus célja, hogy adott útvonalhalmazt minimális számú fával fedjen le. A komplexitás csökkentése érdekében feltettem, hogy a különböző perem csomópontokba futó igények nem kerülhetnek egy fába. Ekkor az útvonalhalmaz diszjunkt részalmazokra bontható a cél EN szerint, így a diszjunkt halmazokat egyesével fedjük le fákkal. Az algoritmus ezt a feladatot elemi *fa kiterjesztési* és *törlési* műveletek sorozataként írja le, és a megoldási módszer a Szimulált Helyfoglalás koncepcióján alapul. A két művelet közül az algoritmus véletlenszerűen választ. Hogy az algoritmus a teljes megoldásokhoz konvergáljon, a fa kiterjesztés műveletet nagyobb valószínűséggel kell választani, mint a fa törlését: jelen esetben ez 0,8 valószínűséggel történik. Ha az összes útvonalat hozzárendeltük már fához, akkor a megoldást tároljuk. Előre meghatározott számú iteráció után a megoldás a tároltak közül az lesz, amely a legkevesebb számú fát használta fel. Az algoritmus alapműveletei:

**Fa kiterjesztés** Az eljárás a hozzá nem rendelt útvonalak közül véletlenszerűen választ egyet (egyenletes eloszlással). Ezután a kiválasztott úthoz rendelt útvonal számára egy olyan fa példányt keres, amelybe az adott út beilleszthető, azaz nem alakul ki kör, ha a fába beszúrjuk az útvonalat. Ez a következőképp történik. Tegyük fel, hogy az  $i$ . lépés után már létezik  $n$  fa példány. Ekkor az algoritmus a kiválasztott útvonalat az első fához próbálja illeszteni. Ha sikerül, azaz nem formálnak kört, akkor a műveletnek vége. Ellenkező esetben a következő fával próbálkozik. Amennyiben egyik fához se lehet az adott útvonalat illeszteni, egy új fa kerül létrehozásra, amely a vizsgált útvonalat tartalmazza.

**Fa törlése** Ekkor a már létező fák közül azt töröljük, amelyikhez korábban a legkevesebb útvonalat illesztettük. Az illesztett útvonalak felszabadulnak: átkerülnek a hozzá nem rendelt igények közé.

**Útvonal illeszkedésének ellenőrzése** Annak ellenőrzése, hogy egy útvonal kört formáz-e egy fával nem triviális. Jelen modellben azonban kihasználható, hogy az útvonalak irányítottak a perem csomópont, és így a fa gyökere felé. Ezért egy  $o(n)$  komplexitású algoritmust javasoltam, amely sorra veszi az útvonal éleit a forrástól a nyelő felé és ellenőrzi, hogy az adott él kört formáz-e a fával. Ha nem, akkor átmenetileg beilleszti az élet a fába. Ha az út összes éle beilleszthető volt a fába, akkor az út is illeszthető a fába, ellenkező esetben nem illeszthetőnek tételezzük fel.

Mivel az algoritmus teljesítménye nagymértékben függ a kapott útvonalhalmaztól, ezért

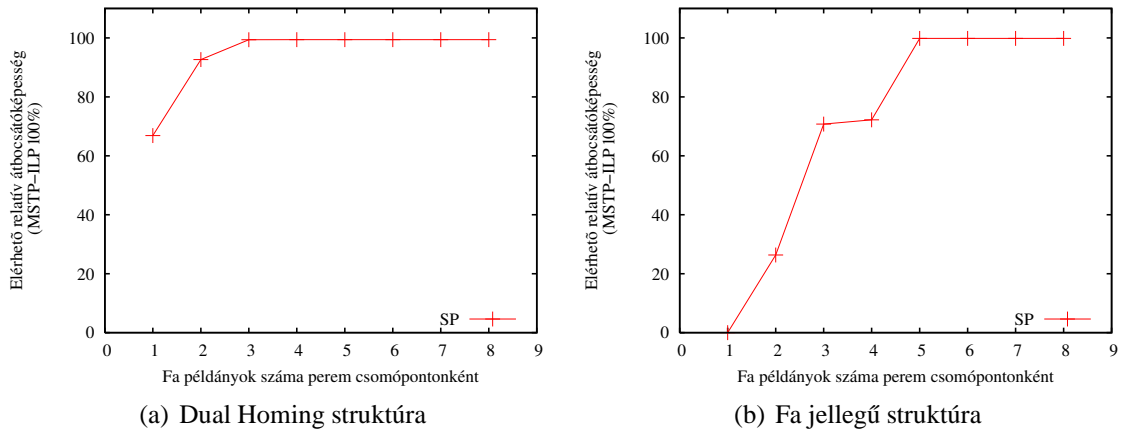
az algoritmus értékeléséhez az 1.1 altézisben bemutatott eljárás által eredményezett úthalmazokat használtam fel. A szimulációk segítségével megmutattam, hogy a vizsgált topológia osztályok felett 60–100%-ban képes volt optimális (minimális) számú fával lefedni az útvonalhalmazt.

**2.2. Altézis.** *Skálázható algoritmust fejlesztettem ki az útvonalkészlet meghatározásához, és a 2.1 tézisben javasolt algoritmussal együtt alkalmazva jól skálázható módszert kaptam eredményül. A vizsgált topológia-osztályok esetén ez a módszer az  $MSTP_{ILP}$ -vel azonos átbocsátóképességet ért el, azonban annál több (+2-4 db) fa példányt használt fel [C9].*

A forgalmi igény elvezetési problémára javasolt algoritmus (Demand Routing: DR) a szimulált foglalás metaheurisztikát (Simulated Allocation (SAL)[Pio97]) alkalmazza: az optimalizálási feladatot felbontja az egyes igények egyenkénti elvezetésére adott kapacitás és QoS korlátok mellett. Erre a részfeladatra Dijkstra javasolt hatékony algoritmust [Dij59], amely minimális összsúlyú utat talál meg irányított gráfban. Az egyes igények elvezetésekor az összeköttetések kapacitáskorlátja mellett egy további kapacitás jellegű korlát jelenik meg, amely a QoS követelményekből adódik. A *javasolt teljes eljárás (DRTAP)* első lépéseként lefuttatott DR algoritmus által generált megoldást használja fel a másik lépésben a 2.1. altézisben javasolt TAP algoritmus.

A DRTAP teljesítményét az  $MSTP_{ILP}$  (1.1. altézis) eredményéhez hasonlítottam, ahol egy fa szerepelt határcsomópontként. A 4. ábrán látható az elérhető átbocsátóképesség különböző fa példányszám korlátok mellett. Az egyik megállapítás, amit tehetünk, hogy a javasolt heurisztika által elérhető átbocsátóképesség megközelíti az optimálist, azonban több fa példányt használt fel, mint az ILP alapú megoldás. Ugyanakkor látható, hogy a felhasznált fa példányok növelése esetén az átbocsátóképesség csak egy bizonyos korlátig növekszik. Például Dual homing struktúra esetén (4(a). ábra) 6-nál több fa példány (perem csomópontként 3-3) használata nem jelent átbocsátóképesség-többletet. Ugyanakkor fa jellegű struktúra esetén is elegendő 5 fa határcsomópontként az átbocsátóképesség-korlát eléréséhez.

A nagyobb átbocsátóképesség biztosításához nyilvánvalóan több erőforrásra van szükségünk. Azonban a ténylegesen lefoglalt kapacitások összehasonlításából következtethetünk az algoritmus hatékonyságára is. A hatékonyság egy további jellemzője a igények számára meghatározott útvonalak hossza. Az 1. táblán a DRTAP által lefoglalt hálózati kapacitások láthatóak. Referenciaként feltüntettem a topológia vezérelt  $STP$  és  $MSTP$  protokoll és az  $MSTP_{ILP}$  segítségével meghatározott megoldások erőforrásigényét. A DRTAP algoritmus az  $MSTP_{ILP}$  által megadott optimális megoldás kapacitásigénynél 6–10%-kal többet foglal. Egyúttal az útvonalak hossza valamivel nagyobb, amely magyarázza a nagyobb erőforrásfoglalást is.



4. ábra. Az elérhető átbocsátóképesség fa példány korlátok mellett

A megoldás meghatározásához szükséges idő a javasolt algoritmus alkalmazhatóságának szintén kritériuma. A különböző hálózati méretek esetén mért átlagos futási idők láthatóak a 2. táblázatban. Megállapítható, hogy minden esetben jobb a DRTAP az  $MSTP_{ILP}$ -nél és ez a különbség egyre nagyobb lesz, ahogy a hálózat méretét egyre növeljük. Míg például 42 csomópontos hálózat esetén az optimális megoldás megtalálásához 5 óra kellett, addig a DRTAP 5 perc alatt talált megoldást. A tendenciák kisebb erőforrásigényt mutatnak, azaz a javasolt algoritmus várhatóan alkalmas nagy hálózatok esetén is támogatni a dinamikus forgalommenedzsmentet.

**2.3. Altézis.** *Skálázható algoritmust javasoltam, amely a igény elvezetési és a fa lefedési problémákat együttesen, egy lépésben oldja meg, és egyben hozzárendelt vagy megosztott védelem biztosítására is alkalmas.*

A 2. tézisben bevezetőjében bemutattam a probléma két részre bontását, és a két részfeladatra heurisztikus algoritmusokat javasoltam (2.1 és 2.2 altézisek). Azonban az útvonalak meghatározásakor nem veszi az algoritmus figyelembe, hogy az utak később fába szerveződnek, ami befolyásolja a megoldást. A probléma megoldására javasol új algoritmust ez az altézis.

A javasolt algoritmus – Együttes Útvonalválasztás és Fa Lefedés (Joint Router and Tree Placer (JRTP)) – az *eredeti* feladatot az igények egymás utáni elvezetésére, és fa példányokhoz történő hozzárendelésére bontja fel. Az ebből adódó sorrendezési problémát a Szimulált Foglálás (SAL) heurisztikát alkalmazva oldja meg. Szemben a TAP „fa hozzárendelés” műveletével a javasolt algoritmus „*igény elvezetése*” művelete során az aktuális igényt még annak elvezetése előtt rendeljük hozzá a kiválasztott fához. Így már az igény elvezetése során lehetőség nyílik annak megelőzésére, hogy az igény a fával kört formáz-e. Ezért az út keresése egy redukált gráf felett történik, amelyet a következőképp képezünk:

1. táblázat. DRTAP algoritmus hatékonysága: a lefoglalt kapacitások mennyisége és az átlagos útvonalhosszak.

Topológiák	Módszerek			
	Referenciák			DrTAP
	<i>STP</i>	<i>MSTP</i>	<i>MSTP<sub>ILP</sub></i>	> 4 TpR
Relatív lefoglalt kapacitás( <i>STP</i> -hez viszonyítva)				
Dual homing	1.00	1.33	2.66	2.80
Fa típusú	1.00	0.85	1.07	0.82
Átlagos VLAN hossz (hopszám)				
Dual homing	4.50	3.00	3.00	3.10
Fa típusú	2.95	2.95	2.99	3.03

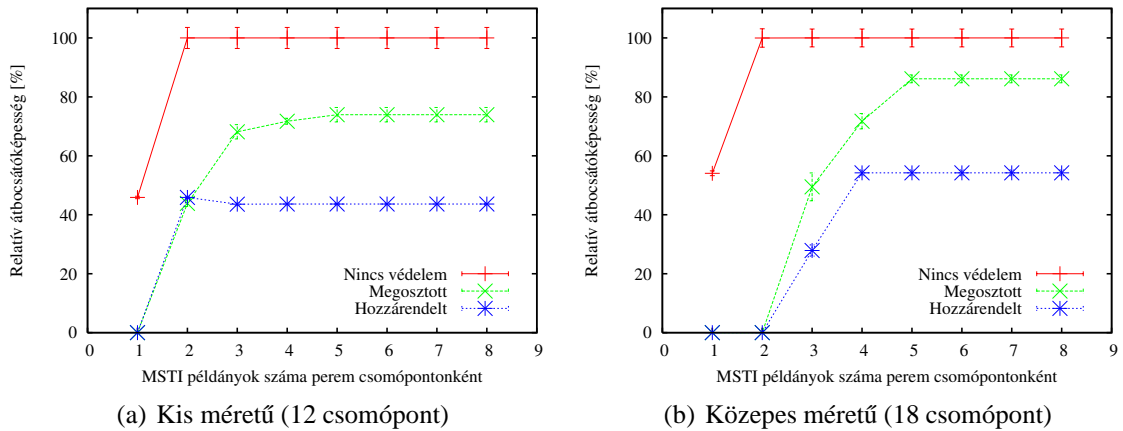
2. táblázat. A DRTAP algoritmus futási ideje különböző méretű hálózatokon [sec]

Csomópontok száma Belső/Szél/Hozzáférői	Algoritmusok	
	ILP	DrTAP
12 / 2 / 4	5	1,2
18 / 2 / 8	7	5
24 / 2 / 12	170	15
42 / 2 / 24	18100	240

- Töröljük azokat az éleket, amelyeken sérülnének a kapacitás és a QoS korlátok.
- Továbbá azokat az éleket is töröljük, amelyek az aktuális fából „kifele mutatnak”, azaz a forrás csomópontjuk eleme a fának, míg sem ők maguk sem pedig a cél csomópontjuk nem az.

Útvonalvédelem megvalósításához a forgalmi igény számára két vagy több élfüggetlen útvonalat kell a hálózatban kijelölni, amelyre többféle algoritmus ismert, mint például a Edmonds-Karp [Kar75], a Suurballe [ST84] vagy a Kettős Dijkstra algoritmusok [C1]. A javasolt eljárásban ez utóbbi algoritmust alkalmaztam. Továbbá az *igény elvezetés* műveletet ki kell terjeszteni: a két út meghatározása külön történik. Először az üzemi utat határozzuk meg, és rendeljük hozzá egy fához, majd pedig a védelmi utat, azonban ebben az esetben azok az élek is törlésre kerülnek, amelyeket az üzemi út használ. Megosztott védelem esetén a kapacitáskorlátok számítása is megváltozik: alkalmazásra kerül az úgynevezett Védelmi Foglalási Mátrix [C1].

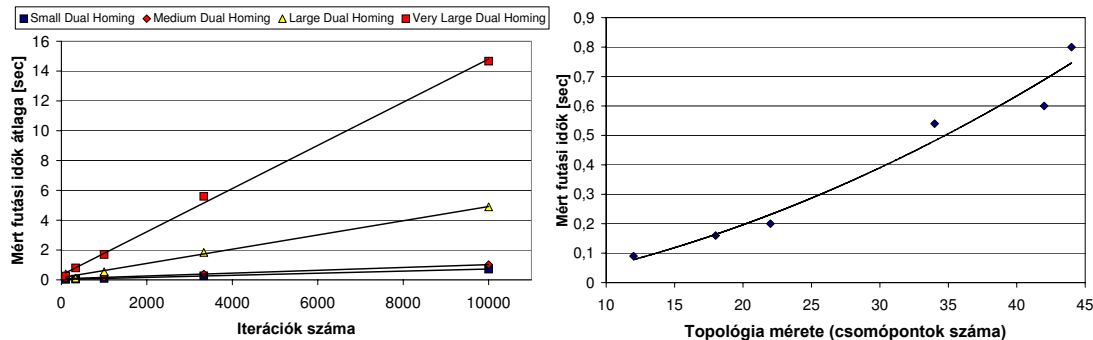
A javasolt algoritmust a DRTAP-hoz hasonlóan értékeltem: az elért átbocsátóképességet vizsgálom különböző számú fa példány mellett és összehasonlítom az *MSTP<sub>ILP</sub>* által,



5. ábra. Elérhető átbocsátóképesség hozzárendelt és megosztott védelem esetén különböző fa példányszám-korlátok mellett (a Dual-Homing topológia osztály esetén).

gyökerekenkénti egy fa mellett adott megoldásával. A szimulációk során a Dual-Homing topológia osztályt használtam. Az 5. ábrán a javasolt algoritmus által elérhető átbocsátóképesség látható. Ekkor hozzárendelt védelem esetén az átbocsátóképesség 50%-a, míg megosztott védelemnél 75–80%-a a védelem nélküli esetnek. Hasonlóan a DRTAP-hoz, itt is megfigyelhető az átbocsátóképesség folyamatos növekedése egy küszöbszintig, ahonnan az már nem növekszik tovább. Látható továbbá, hogy ennek a közöbnek az értéke nemcsak a topológiától függ, hanem az alkalmazott védelem típusától is: védelem biztosításához több mint kétszer annyi fára van szükség, mint a védelem nélküli esetben. A megosztott védelem teljes kihasználásához még ennél is több fára van szükség.

Az algoritmus skálázhatóságát a mért futási időknél az iterációk számától és a topológia méretétől való függésével jellemeztem. A mért futási idők a 6. ábrán láthatók. Két fontos megfigyelést tehetünk, a futási idő közel lineárisan függ az iterációk számától – ahogy ez várható volt. Ugyanakkor az is látható, hogy a futási idő a topológia méretétől nem lineárisan, hanem polinomiálisan függ. A függés jobb illusztrálása kedvéért a mért futási időkre egy másodfokú polinomot illesztettem. Az itt mért futási idők nem hasonlíthatók össze a DRTAP-nál közölt értékekkel, mivel a vizsgálati környezet eltért.



(a) Futási idő az iterációk függvényében

(b) Futási idő az a csomópontok számának függvényében

6. ábra. A JRTP algoritmus futási ideje.

### 3. Tézis. Kiterjesztettem a kidolgozott eljárásokat statisztikus multiplexelés kihasználására és kétrétegű optikai alapú architektúra kialakítására.

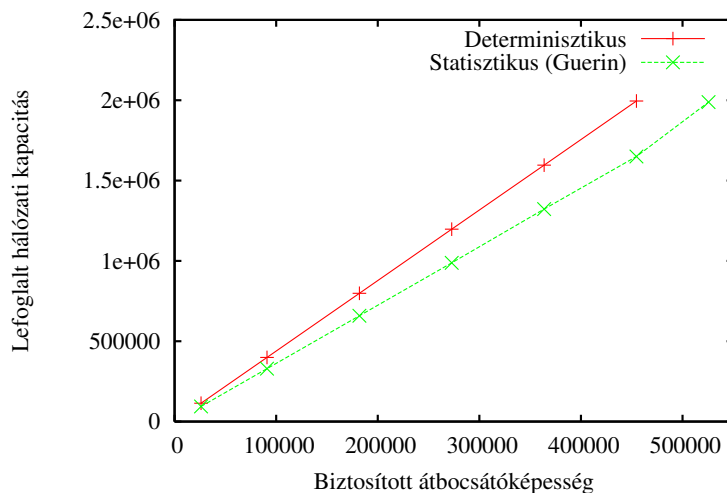
**3.1. Altézis.** A 2.3. altézisben javasolt algoritmuson alapulva új megoldást javasoltam, amely a statisztikus multiplexelési nyereség kihasználására [C7] képes a hálózat optimalizálása során: a Dual-Homing topológia osztály esetén 20%-kal nagyobb átbocsátóképességet értem el a determinisztikus nyalábolással összevetve.

A hálózati erőforrások hatékonyabban használhatóak ki, ha a hálózat konfigurációja során a logikai csatornában folyó forgalom statisztikus jellemzőit figyelembe vesszük a szükséges sávszélességek meghatározásakor. Az általam áttekintett modellek [GAN91, Flo96, Lin94] közül a Guerin által javasolt modellt választottam teljesítménye miatt [M1], amely feltételezi, hogy a forgalom pillanatnyi sávszélesség-foglalása a normális eloszlás szerint változik. Ekkor  $n$  logikai csatorna számára lefoglalandó sávszélesség:  $BW = \sum_{i=1}^n m_i + \alpha \cdot \sigma$ , ahol  $m_i$  az egyes csatornák bitrátáinak átlagértéke és  $\sigma$  az aggregátum bitrátájának szórása, amely az egyes csatornák rátáinak szórásából számolható (és a csúcátlag ráták arányaiból becsülhető), és  $\alpha$ , amely függ csomagvesztési valószínűségtől.

Annak érdekében, hogy a fenti aggregációs modellt alkalmazhassam, a 2.3 tézisben javasolt heurisztikus algoritmust kiterjesztettem.

A vizsgálatok során Triple-Play szolgáltatási modellt tételeztem fel. Ekkor az egyes szolgáltatások az alap paraméterei (a forgalom átlagos nagysága, amely függ a szolgáltatástól) mellett a forgalom inhomogenitását is le kell írni. Ezt a forgalom maximális és átlagos nagyságának arányával definiáltam, és ezek felvett értékei a következők: 1,0 VoIP, 1,2 videófolyam és 2,0 hagyományos internet esetében. Nyilvánvaló kérdés az, hogy a statisztikus nyalábolás alkalmazása az útvonalválasztáskor miként befolyásolja a lefoglalt erőforrások nagyságát és végsősoron az elérhető átbocsátóképességet. A szimulációk





(a) Middle Dual Homing Topology

7. ábra. Hálózati erőforráshasználat különböző forgalmi szinteken (átbocsátóképesség mellett)

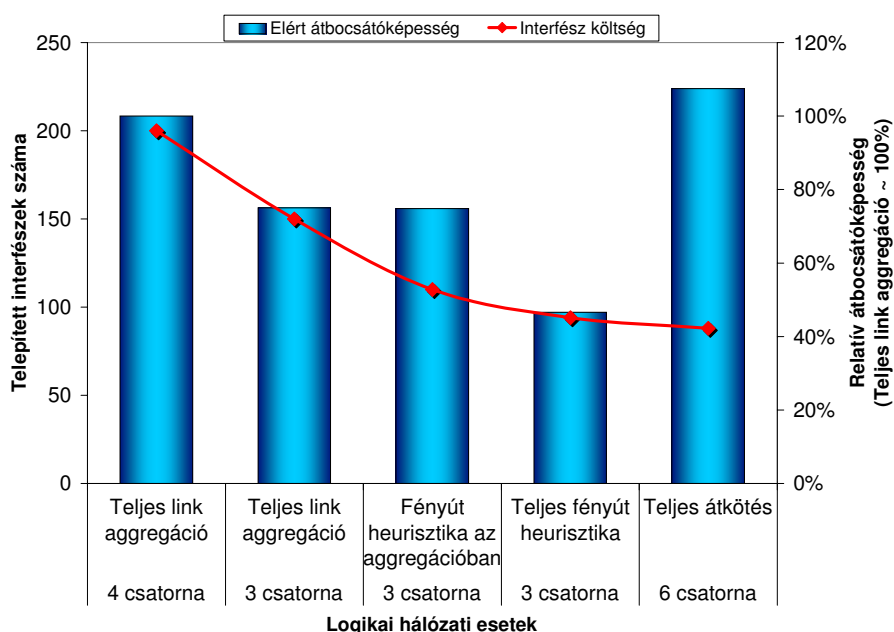
során a Dual-Homing típusú topológiákat használtam fel. A 7. ábrán a statisztikus és a determinisztikus nyálábolás által lefoglalt hálózati erőforrások mennyisége látható különböző átbocsátóképességek esetén. Azon forgalmi szinteket (átbocsátóképesség), amelyeket a hálózatban biztosítani nem lehet, nem ábrázoltam. Az eredmények azt mutatják, hogy vizsgált topológiák felett a Guerin modelljét alkalmazva a lefoglalt erőforrások mértéke mintegy 15%-kal csökkent. Ráadásul ez a csökkent kapacitásigény eredményeképp 15–20%-kal nagyobb átbocsátóképesség érhető el. Fontos kiemelni, hogy habár az átbocsátóképesség növekedése triviálisnak tűnhet, a javasolt kiterjesztésben a statisztikus nyálábolás hatásait is figyelembe veszi az algoritmus az útvonalak kiválasztásakor.

**3.2. Altézés.** *Megvizsgáltam a ritka hullámhosszosztás alkalmazhatóságát Metro-Ethernet környezetben, és a védelmi megoldások szempontjából kritikus problémákat az ILP modell módosításával oldottam meg. Megmutattam a hullámhosszosztás további előnyét: megfelelően kialakított hullámhosszok segítségével a felhasznált optikai interfészek száma jelentősen ( 50%-kal) csökkenthető, kis mértékű, elfogadható átbocsátóképesség csökkenés mellett [C13].*

Az optikai jelátvitel az elmúlt években a Metro Ethernet környezetben is megjelent. A hálózati összeköttetések növelésére az egyik életképes módszer a hullámhossz-osztás, azon belül a ritka hullámhossz-osztás (Coarse Wavelength Division Multiplexing (CWDM))

alkalmazása. Ekkor több párhuzamos hullámhosszcsatornát össze lehet fogni az IEEE 802.3ad protokoll segítségével. Ha a fizikai topológia felett a hullámhosszcsatornák segítségével egy logikai topológia kerül kialakításra, a felhasznált optikai-elektromos átalakítók száma ezáltal a hálózat összköltsége csökkenthető. Ekkor eddig nem szomszédos kapcsolókat is közvetlen összekötünk.

Ez a megoldás azonban komoly védelmi problémákat hoz magával, hisz egy fizikai összeköttetés megszakadása esetén több logikai összeköttetés is sérülhet. Ennek feloldása érdekében az 1.2 tézisben javasolt ILP megfogalmazást felruháztam a Megosztott Kockázatú Szakaszcsoportok (Shared Risk Link Group (SRLG)) kezelésének képességével.



8. ábra. Az elérhető átbocsátóképesség és a felhasznált interfészek költségei

A továbbfejlesztett formula képességeit egy tesztetesen keresztül illusztráltam, ahol egy összekapcsolt gyűrűkből álló fizikai topológia felett különböző szempontok szerint több logikai topológiát határoztam meg, majd 1:1 védelmet valósítottam meg. Az egyes logikai hálózatok esetében a kiépítési költség (amelyet az interfészek darabszámával) a 8. ábrán látható. Az eredmények alapján megállapítható, hogy a vizsgált topológia esetén a távoli csomópontok között létrehozott közvetlen hullámhosszcsatornák, amelyeket a közbenső csomópontok „alatt átbujtattunk”, a felhasznált optikai-elektromos átalakítók számát jelentősen csökkentették, míg a kiszolgálható forgalom nagyságának csökkenése csak a hálózat csökkent átbocsátóképességének számlájára írható. Továbbá csökkenthető a logikai hálózat átmérője, így a levél és gyökér közötti útvonalak hossza csökkenthető (3. táblázat).

3. táblázat. A legkisebb / átlagos / legnagyobb úthosszak.

Teszt eset	Mélyéghorlát nélkül		Fa mélyége $\leq 7$	
	Üzemi	Védelmi	Üzemi	Védelmi
Teljes aggregáció	1.00 / 3.17 / 5.00	4.00 / 6.17 / 8.00	-	-
Teljes átkötés	1.00 / 1.67 / 2.00	2.00 / 2.34 / 3.00	1.00 / 1.67 / 2.00	2.00 / 2.34 / 3.00
Fényút heurisztika az aggregációban	1.00 / 2.16 / 3.00	2.00 / 3.76 / 5.00	1.00 / 2.16 / 3.00	2.00 / 3.76 / 5.00
Teljes fényút optimalizáció	1.00 / 2.00 / 3.00	2.00 / 5.03 / 11.00	1.00 / 2.73 / 5.00	2 / 4.28 / 7.00

## 5. Eredmények alkalmazhatósága

A disszertációban a kitűzött feladat olyan forgalommenedzsment eljárások kidolgozása volt, amelyek segítségével egy jól specifikált architektúrális környezetben magas rendelkezésreállítás és minőségbiztosítás érhető el. Ez az architektúrális környezet bizonyítja az algoritmusok alkalmazhatóságát is.

Mind az Egészértékű Lineáris Program alapú, mind pedig a heurisztikus algoritmusok alkalmasak az Ethernet alapú városi hálózatokban hatékony konfiguráció meghatározására. A heurisztikák kiterjesztésével olyan, terjedőben lévő szolgáltatások támogatása válik lehetővé, mint például a Triple-Play, azaz telefon, televízió és internet nyújtása közös infrastruktúrán.

## Köszönetnyilvánítás

Szeretném köszönetemet kifejezni azoknak, akik az elmúlt években a kutatásaimat támogatták. Először témavezetőimnek: Dr. Sallai Gyulának, Dr. Cinkler Tibornak és Dr. Bíró Józsefnek szeretnék köszönetet mondani a szakmai vezetésért. Ezenkívül szeretném megköszönni Moldován Istvánnak a technológiai és az architektúrális téren nyújtott támogatását.

Köszönöm a folyamatos támogatást a Nagysebességű Hálózatok Laboratóriumának és annak vezetőjének, Dr. Henk Tamásnak. Továbbá mindazoknak, akik a munkám segítettek és bíztattak a tézisek elkészítésére.

Végül, de nem utolsó sorban, családomnak szeretnék külön köszönetet mondani a támogatásért.

## Hivatkozások

- [3GP06] 3GPP. *TS-22.105: Technical Specification Group Services and System Aspects Service Aspects; Services and Service Capabilities (Release 8)*, June 2006.
- [BvdSBP03] Christele Bouchat, van den Sven Bosch, and Thierry Pollet. QoS in DSL Access. *IEEE Communications Magazine*, 41(9):108–114, Sept. 2003.
- [CPL] ILOG CPLEX v9.1, <http://www.ilog.com/products/cplex/index.cfm>.
- [CS06] Amit Cohen and Ed Shrum. Migration to Ethernet-Based DSL Aggregation. Technical Report TR-101, DSL Forum, April 2006.
- [Dij59] Edsger. W. Dijkstra. A Note on Two Problems in Connexion with Graphs. In *Numerische Mathematik*, volume 1, pages 269–271, 1959.
- [Flo96] Sally Floyd. Comments on Measurement-based Admissions Control for Controlled-Load Services. submitted to CCR, July 1996., July 1996.
- [FTAW05] János Farkas, Gábor Tóth, Csaba Antal, and Lars Westberg. Distributed Resilient Architecture for Ethernet Networks. In *The 5th International Workshop on Design of Reliable Communication Networks (DRCN'2005)*, October 2005.
- [GAN91] Roch Guérin, Hamid Ahmadi, and Mahmud Naghshineh. Equivalent Capacity and its Applications to Bandwidth Allocation in High-Speed Networks. *IEEE JSAC*, 9(7):968–981, September 1991.
- [GDC<sup>+</sup>02] Wayne Grover, John Douchette, Matthieu Clouqueur, Dion Leung, and Demetrios Stamatelakis. New Option and Insights for Survivable Transport Networks. *IEEE Communications Magazine*, 40(1):34–41, January 2002.
- [GJ79] Michael R. Garey and David S. Johnson. *Computers and Interacability: A Guide to the Theory of NP-Completeness*. W. H. Freeman and Company, San Francisco, CA, 1979.
- [GP] Michael Galea and Marzio Pozzuoli. *Redundancy in Substation LANs with the Rapid Spanning Tree Protocol (IEEE 802.1w)*. RuggedCom Inc. - Industrial Strength Networks, Concord Ontario Canada.
- [IEEE802.1w] „Media Access Control (MACc) Bridges: Rapid reconfiguration of Spanning Tree”, IEEE 802.1w, IEEE 2001, incorporated into IEEE 802.1D-2004.

- [IEEE802.1s] „Virtual Bridged Local Area Networks: Multiple Spanning Trees”, IEEE 802.1s, IEEE, 2002.
- [IEEE802.1Q2003] „Local and Metropolitan Area Networks, Virtual Bridged Local Area Networks”, IEEE 802.1Q-2003, IEEE, 2003.
- [IEEE05a] Draft Standard for Local and Metropolitan Area Networks - Virtual Bridged Local Area Networks - Amendment 5: Connectivity Fault Management, 2005.
- [IEEE802.1ad] „Virtual Bridged Local Area Networks - Amendment 4: Provider Bridges”, IEEE 802.1ad, IEEE, 2005.
- [ITU-G8031] „Ethernet Protection Switching (DRAFT)”, ITU-T.G.8031, ITU, February 2006.
- [G.1010] „End-User Multimedia QoS Categories”, ITU-T G.1010, ITU, November 2006.
- [Kar75] Richard Manning Karp. On the Computational Complexity of Combinatorial Problems. In *Networks*, volume 5, 1975.
- [Lin94] Karl Lindberger. Dimensioning and Design Methods for Integrated ATM Networks. In *The 14th International Teletraffic Congress*, pages 897–906, 1994.
- [LLN02] King-Shan Lui, Whay Chiou Lee, and Klara Nahrstedt. STAR: a Transport Spanning Tree Bridge Protocol with Alternate Routing. In *ACM SIGCOMM Computer Communications Review*, volume 32, page 22//46, July 2002.
- [LSJ98] William P. Lidinsky, Mick Seaman, and Tony Jeffree. Media Access Control (MAC) Bridges. standard 802.1D, ANSI/IEEE, 1998.
- [LYD<sup>+</sup>03a] Yujin Lim, Heeyeol Yu, Shirshanka Das, Scott Seongwook Lee, and Mario Gerla. Efficient Building Method of Multiple Spanning Tree for QoS and Load Balancing. In *GLOBECOM 2003*, volume 7, pages 3620–3625, December 2003.
- [LYD<sup>+</sup>03b] Yujin Lim, Heeyeol Yu, Shirshanka Das, Scott Seongwook Lee, and Mario Gerla. QoS-aware Multiple Spanning Tree Mechanism over a Bridged LAN Environment. In *GLOBECOM 2003*, volume 6, pages 3068–3072, December 2003.

- [Pio97] Michael Pioro. Simulation Approach to the Optimization of Multicommodity Integral Flow Networks. In *Selected Proceedings of the Third INFORMS Telecommunication Conference, Telecommunication Systems*. Balzer Science Publishers, 1997.
- [SGNcC04] Srikant Sharma, Kartik Gopalan, Susanta Nanda, and Tzi cker Chiueh. Viking: a Multi-spanning-tree Ethernet Architecture for Metropolitan Area and Cluster Networks. In *INFOCOM 2004. Twenty-third Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies*, volume 4, pages 2283–2294 vol.4, 7-11 March 2004.
- [ST84] John W. Suurballe and Robert E. Tarjan. A Quick Method for Finding Shortest Pairs of Disjoint Paths. *Networks*, 14:325–336, 1984.

## Publikációk

- [J] **Külföldön megjelent idegennyelvű folyóiratcikkek**
- [J1] Mátyás Martinecz, **András Kern**, Zalán Heszberger and József Bíró „Architecture and Configuration of Broadband Access Networks Supporting Multimedia Applications” *International Journal of Computer and Their Application* vol. 14, No. 1, pp. 2–12, March, 2007.
- [J2] **András Kern**, István Moldován, Tibor Cinkler, „Efficient TE and Protection in Metro Ethernet”, SUBMITTED TO *Mediterranean Journal of Computers and Networks*.
- [I] **Magyarországon megjelent idegen nyelvű folyóiratcikkek**
- [I1] **András Kern**, György Somogyi, Tibor Cinkler, „Applying statistical multiplexing and traffic grooming in optical networks jointly” *Híradástechnika*, LXI, July 2006.
- [M] **Magyar nyelvű folyóiratcikkek**
- [M1] **Kern András**, Somogyi György and Cinkler Tibor, „Statisztikus nyalábolás és forgalom kötegelés együttes hatása optikai hálózatokban”, *Híradástechnika* LXI, February 2006.
- [C] **Konferencia-kiadványban megjelent cikkek**
- [C1] Balázs Gábor Józsa, Dániel Orincsay and **András Kern** „Surviving Multiple Network Failures Using Shared Backup Path Protection”, In Proceedings *The 8th IEEE Symposium on Computers and Communications (ISCC 2003)*, vol. 2, pp. 1333–1340, Antalya, Turkey, June 30 - July 3 2003.

- [C2] Dániel Orincsay, Balázs Gábor Józsa and **András Kern** „On the Use of Routing Optimization for Virtual Private Network Design” In Proceedings *The 7th IFIP Working Conference on Optical Network Design & Modelling (ONDM 2003)*, February 3 - 5, Budapest, Hungary.
- [C3] **András Kern**, Mátyás Martinecz, Zalán Heszberger and Gyula Sallai „Architecture and Configuration of Broadband Access Networks Supporting Multimedia Applications” In Proceedings *The 10th IEEE Symposium on Computers and Communications (ISCC’2005)* pp. 173–178, June 27–30, Cartagena, Spain.
- [C4] Tibor Cinkler, István Moldován, **András Kern**, Csaba Lukovszki and Gyula Sallai, „Optimizing QoS Aware Ethernet Spanning Trees”, In Proceedings *1st International Conference on Multimedia Services Access Networks (MSAN’2005)* pp. 30–34, Orlando, FL, USA, June, 2005.
- [C5] Tibor Cinkler, Géza Geleji, Márk Asztalos, Péter Hegyi, András Kern and János Szigeti, „Lambda-path Fragmentation and De-Fragmentation through Dynamic Grooming” *The 7th International Conference on Transparent Optical Networks (ICTON 2005)*, vol. 2, pp 1–4, July 3 - 7, 2005, Barcelona Spain.
- [C6] Tibor Cinkler, **András Kern** and István Moldován „Optimized QoS Protection of Ethernet Trees” In Proceedings *The 5th International Workshop on Design of Reliable Communication Networks (DRCN’2005)* Ischia, Naples, Italy, 16–19 October, 2005.
- [C7] **András Kern**, István Moldován and Tibor Cinkler, „On the Optimal Configuration of Metro Ethernet for Triple Play” *2nd Conference on Next Generation Internet Design and Engineering (NGI 2006)* pp. 334–341, València, Spain 2006.
- [C8] **András Kern**, István Moldován and Tibor Cinkler „Traffic-driven Optimization of Routing for Metropolitan Ethernet Networks” In Proceedings *World Telecommunications Congress 2006* May 2006, Budapest, Hungary.
- [C9] **András Kern**, István Moldován and Tibor Cinkler „Scalable Tree Optimization for QoS Ethernet” *The 11th IEEE Symposium on Computers and Communications (ISCC’2006)* pp. 578–584, Cagliari, Italy, 26–29 June 2006.
- [C10] **András Kern**, György Somogyi, Tibor Cinkler „On the Gain of Statistical Multiplexing Over Traffic Grooming” *8th International Conference on Transparent Optical Networks*, vol 3., pp. 112–115, 18–22 June 2006, Nottingham, UK.

- [C11] Cinkler Tibor, Hegyi Péter, Asztalos Márk, Geleji Géza, **Kern András**, Szigeti János, „Multi-Layer Traffic Engineering through Adaptive Lambda-path Fragmentation and De-Fragmentation: The Grooming-Graph and Shadow-Capacities”, *Networking 2006*, pp. 715–726, 15–19 May 2006, Coimbra, Portugal.
- [C12] Tibor Cinkler, **András Kern** and István Moldován, „Dimensioning Transport Networks for VPNs over Capacities with Stepwise Costs”, *Networks 2006*, pp. 1–4, 6–9 November, 2006, New Delhi, India.
- [C13] **András Kern**, István Moldován, Péter Hegyi and Tibor Cinkler, „Ethernet over WDM: Optimization for Resilience and Scalability”, *The 6th International Workshop on Design of Reliable Communication Networks (DRCN'2007)*, 7–10 October 2007, La Rochelle, France.
- [C14] **András Kern**, István Moldován and Tibor Cinkler, „Bandwidth Guarantees for Resilient Ethernet Networks through RSTP Port Cost Optimization”, *Accessnets 2007*, Ottawa, Canada, 22–24, August, 2007.