



Budapesti Műszaki és Gazdaságtudományi Egyetem

Erőforrás menedzsment feladatok csomagkapcsolt hálózatokban

Malomsoky Szabolcs

Távközlési és Telematikai Tanszék
Nagysebességű Hálózatok Laboratórium

Tézisfüzet

Tudományos vezető

Dr. Halász Edit

Távközlési és Telematikai Tanszék
Nagysebességű Hálózatok Laboratórium

Budapest
2003

Tartalomjegyzék

1. Bevezetés	2
2. Kutatási célkitűzések	3
3. Módszertan	4
4. Új eredmények	4
5. Az eredmények alkalmazhatósága	22
6. Köszönetnyilvánítás	22
7. Tézisek összefoglalása	23
8. Hivatkozások	25
9. Publikációk	27

1. Bevezetés

A csomagkapcsolt hálózati infrastruktúrák fejlődésével a hálózat erőforrásainak menedzsmentje egyre fontosabbá válik. A csomagkapcsolt hálózatok erőforrás menedzsmentje ugyanakkor alapvetően különbözik a hagyományos távközlési hálózatokétól, mert itt a hálózatnak számos, eltérő jellegű és minőségi követelményű alkalmazás forgalmát kell átvinnie. Az erőforrás menedzsment alapfeladata általában megfogalmazható optimalizálási feladatként: az elveszett, illetve elfogadhatatlan mértékű késést szenvedett csomagok arányát egy adott küszöb alatt kell tartani úgy, hogy a felhasznált erőforrások mennyisége minimális legyen.

A 80-90-es években az ATM (Asynchronous Transfer Mode - aszinkron átviteli mód) technológiát - többek között - azért fejlesztették ki, hogy az erőforrás menedzsmenttel szemben támasztott új követelményeknek megfeleljen. Az ATM tartalmazza az erőforrás menedzsment alapvető eszközeit. Ilyenek például az erőforrás foglалás, vagy a forgalmi osztályok megkülönböztetése, stb. [1]. Másfelől, az Internet rendkívül gyors növekedése a 90-es évek végére világossá tette, hogy az Internet technológia erőforrás menedzsmenttel és forgalomminőség biztosítással (QoS) történő felruházása ígéretesebb utat kínál a modern, integrált szolgáltatású hálózatok széleskörű elterjedéséhez.

Bár az ATM eredeti célkitűzése, azaz egy globális, integrált szolgáltatású hálózat létrehozása nem bizonyult életképesnek, az ATM technológiát gerinc-hálózatok infrastruktúrájában használják. Erre példa az UMTS (Universal Mobile Telecommunication System - univerzális mobil távközlési rendszer) átviteli hálózata [2, 3]. Az UMTS-t a GSM (Global System for Mobile) utódjának lehet tekinteni: az UMTS célja a jelenlegi cellás rendszerek képességeinek továbbfejlesztése, lehetővé téve például jó minőségű multimédiás tartalmak átvitelét, az Internetre való kapcsolódást, stb. [4, 5]. Az UMTS rádiós interfésze a WCDMA (Wideband Code Division Multiple Access - szélessávú kódosztásos többszörös hozzáférés) technológián alapul. A WCDMA-ban az információátvitel rádiós hozzáférésű vivőkön (RAB - Radio Access Bearer) történik, melyek csomagkapcsolt rádiós összeköttetések dedikált erőforrásokkal. A felhasználók mobilitásával és a rádiós interfész időzítésével kapcsolatos követelmények miatt a gyors kapcsolatfelépítés és a kis csomagkésleltetés a RAB-okkal szemben támasztott főbb minőségi (QoS) igények. A kis sáv szélességű, késleltetésérzékeny alkalmazások (pl. beszéd) hatékony átviteléhez fejlesztették ki az ATM AAL2 (ATM Adaptation Layer type 2) nevű adaptációs rétegét [6, 7]. A gyors AAL2 kapcsolatfelépítés szintén fontos szempont volt az AAL2 protokoll tervezésekor, ezért az ATM/AAL2 megfelelő átviteli technológia az UTRAN (UMTS Terrestrial Radio Access Network - UMTS földi rádiós hozzáférési hálózat) számára [8, 9]. Az UTRAN IP-alapú transzport infrastruktúráját jelenleg is

specifikálják a 3GPP-ben (3rd Generation Partnership Project - az UMTS szabványosítási fóruma).

Mivel az UTRAN kapcsolat-orientált hálózat (RAB kapcsolatokat visz át), a szigorú késleltetés követelmény betartását kapcsolatengedélyező algoritmus-sal (CAC - Connection Admission Control) lehet biztosítani. A CAC algoritmus dönti el, hogy egy új kapcsolat elfogadható-e úgy, hogy a késleltetés követelmények a rendszerben lévő összes kapcsolatra teljesíthetők maradjanak.

A WCDMA-ban a kapcsolatok többségére soft handover-t (megszakadásmentes hívásátadást) használnak. Ez azt jelenti, hogy hívásátadáskor egy mobil egyszerre több bázisállomással kommunikál. Ez a technika csökkenti az interferenciát a rádiós interfészen, viszont a transzport hálózat terhelését növeli. Az így megnőtt forgalommal kapcsolatban számos kérdés merülhet fel: Mekkora ez a forgalom? Hogyan függ a felhasználók mobilitásától? Hogyan lehet minimalizálni? Ilyen kérdésekre a választ egy megfelelő forgalom és mobilitás modell segítségével keressük.

A maghálózatban, ami a hozzáférési hálózatokat köti össze, az ún. best-effort forgalmat (tipikusan Internet forgalom) már nem kapcsolat-orientált módon szállítják. Ezért a hálózatnak ezen a részén, az ilyen típusú forgalomra a fent említett CAC nem működik. A maghálózatban az aggregált best-effort forgalom számára az erőforrás foglalat meg lehet oldani például mérés alapú, dinamikus sáv szélesség szabályzó algoritmus-sal, mely a lefoglalt erőforrást képes az aktuális forgalmi igényekhez adaptálni úgy, hogy a csomagvesztési valószínűség egy meghatározott küszöb alatt maradjon.

2. Kutatási célkitűzések

Disszertációm három erőforrás menedzsmenttel kapcsolatos problémát tárgyal, illetve old meg, melyek a következő területeken jelentkeznek: (1) UTRAN transzport hálózatokban, (2) WCDMA rendszerekben, és (3) ATM gerinc-hálózatokban.

- A második fejezetben egy CAC algoritmust mutatok be, mely az UTRAN Iub interfészen használható. Az Iub interfész köti össze a bázisállomást a rádió hálózat vezérlővel (RNC - Radio Network Controller).
- A harmadik fejezetben egy WCDMA rendszerekre vonatkozó RAB kapcsolat-szintű mobilitás és forgalom modell található.
- A negyedik fejezetben egy valósidejű sáv szélesség becslő algoritmust mutatok be, mely ATM hálózatokban használható best-effort forgalmat szállító, konstans bitsebességű (CBR - Constant Bit Rate) virtuális utak

(VP - Virtual Path) dinamikus sávszélesség kontrolljára. Az algoritmus az elveszett ATM cellák arányát tartja egy előre rögzített érték alatt.

3. Módszertan

Az első téziscsoport eredményei főleg analitikus eljárásokból adódtak. A sorbanállási modell helyességét szimulációval igazoltam. A CAC algoritmussal számított elfogadási tereket (admissible regions) szintén összehasonlítottam szimulációs eredményekkel.

A második téziscsoportban közölt modell numerikus megoldása számos kapcsolat-szintű, WCDMA rendszerek teljesítőképesség vizsgálatára alkalmas paraméterhez vezet. Az eredmények eléréséhez modellezési és analitikus megfontolásokat alkalmaztam.

A harmadik téziscsoport eredményei analitikus alapokon nyugszanak. Mivel a cél egyszerű, hatékony, a gyakorlatban alkalmazható módszer kifejlesztése volt, különféle egyszerűsítő feltevések és közelítések voltak szükségesek. A módszert szimulációval, illetve mért forgalom felhasználásával igazoltam.

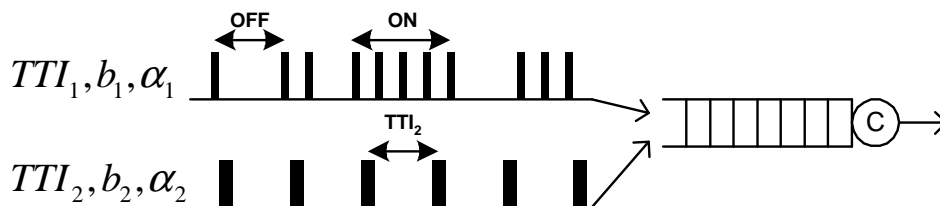
4. Új eredmények

1. Téziscsoport. Kapcsolatengedélyezés UTRAN-ban [J1, J2, J3, J6, P2, P4]

Míg a WCDMA rádiós interfész teljesítőképességét és erőforrás menedzsmentjét részletesen tárgyalja az irodalom (lásd pl., [10]), az UTRAN transport infrastruktúrájának teljesítőképesség analízisével, a forgalomvezérléssel és méretezéssel kevés munka foglalkozik. Például egy olyan, az Iub interfészen működő CAC algoritmust még nem mutattak be, mely minden RAB típust kezel és megfelel a gyakorlati követelményeknek, tehát kis számítási igényű, de nagy kihasználtság mellett garantálja a QoS-t. Ebben a téziscsoportban egy kapcsolatengedélyező algoritmust javaslok, melynek tárgyalásához az alábbi információk és modellezési részletek szükségesek.

Az algoritmus a kapcsolatokhoz rendelt forgalomleírók és QoS paraméterek (késleltetés követelmény) alapján dönt. Az UTRAN-ban egy kapcsolat forgalmát ON-OFF modellel modellezik (1. ábra), és három paraméterrel írják le, melyek a következők: b csomagméret, TTI (Transmission Time Interval) a csomagérkezések közti determinisztikus idő és α az aktivitás faktor, ami az ON periódusok átlagos hosszának aránya az ON és OFF periódusok hosszának összegéhez képest, 0 és 1 közötti szám. A forgalomleírók alapján a források

osztályokba sorolhatók. A forgalmi osztályok számát K -val, az i osztályú kapcsolatok számát a rendszerben N_i -vel jelöljük. Az i osztály forgalomleírói a következők: b_i , TTI_i és α_i . A késleltetés követelmény is lehet osztályfüggő. A kiszolgáló állandó sebessége (a kapacitás) C . A kiszolgálás FIFO (first-in-first-out) ütemezés szerint történik.



1. ábra. Sorbanállási rendszer két különböző periodikus ON-OFF forrással

A CAC algoritmusnak azt kell minden osztályra biztosítania, hogy a maximális megengedett késleltetésnél nagyobb késleltetés valószínűsége egy adott küszöb alatt maradjon:

$$\Pr\{D_i > \tilde{D}_i\} \leq \tilde{\varepsilon}_i, \quad i = 1, \dots, K,$$

ahol D_i valószínűségi változó egy i osztályú csomag tárolóban töltött várakozási idejének és a kiszolgálási idejének az összegét (röviden: a késleltetést) írja le, \tilde{D}_i a késleltetés követelmény, melynél nagyobb késleltetés valószínűsége kisebb kell legyen $\tilde{\varepsilon}_i$ küszöbértéknél.

Az UTRAN rendszer modellezése során megállapítottam, hogy olyan sorbanállási modellre van szükség, mely akkor pontos, ha a késleltetés követelmények szigorúak (5-15 ms) és a tároló kicsi (kisebb, mint pl. 20 ms). Ennek megfelelően választottam ki a sorbanállási modellt.

A sorbanállási modellben a RAB-kapcsolatokat független ON-OFF forrásokkal modelleztem. Az ON és OFF periódusok borsztösek, azaz mindkettő tipikusan több TTI hosszúságú. Mivel a forgalomleírók nem tartalmaznak semmilyen információt a források korrelációs struktúrájáról, és mérésrel sem lehetett a rendszerben erről információt szerezni, az érkezési folyamat hosszú távú korrelációs jellemzőit nem vehettem figyelembe. Ez a gyakorlatban nem jelent problémát, mert a tároló elég kicsi, ideiglenes túlterhelés esetén is gyorsan megtelik, és ezért feltételezhetjük, hogy a sor ON-OFF borsztö-komponense elhanyagolható. A rendszer túlterhelt állapotba kerül, ha olyan sok kapcsolat van egyszerre ON állapotban, hogy az egy TTI alatt beérkező csomagokat nem tudja a kiszolgáló egy TTI alatt kiszolgálni. Azzal a közelítéssel éltem, hogy a túlterhelt állapotban érkező összes csomag megsérti a késleltetés követelményt.

Ha a tárolóhoz egy TTI alatt érkező csomagokat a kiszolgáló egy TTI alatt ki tudja szolgáltatni (azaz a rendszer nincs túlterhelt állapotban), akkor a rendszer a $\sum_i D_i/D/1$ sorbanállási modellnek megfelelően működik: független, periódikus források szuperponálódnak egy konstans kiszolgálósebességű multiplexerben, a periódusidők lehetnek forrásonként különbözőek, és a források csomagküldési fázisai függetlenek. Egy i osztályú forrás csomagküldési periódusideje TTI_i , és a csomagküldések fázisa 0 és TTI_i közötti véletlen szám.

A modellben használt feltételezések és közelítések alapján a nem túlterhelt, illetve a túlterhelt állapotokat egymástól függetlenül vizsgáltam, és az $\tilde{\varepsilon}_i$ valószínűségi küszöböt két részre osztottam:

$$\tilde{\varepsilon}_i = \tilde{\varepsilon}_i^{delayed} + \tilde{\varepsilon}_i^{overload},$$

ahol $\tilde{\varepsilon}_i^{delayed}$ a nem túlterhelt állapotokra, míg $\tilde{\varepsilon}_i^{overload}$ a túlterhelt állapotokra vonatkozik.

1.1. Tézis. Kapcsolatengedélyező algoritmus

Az UTRAN-ra bevezetett sorbanállási modellt használva kapcsolatengedélyező (CAC) algoritmust javasoltam, mely az UTRAN Iub interfészen hatékonyan használható és minden RAB típust kezel. Az algoritmus a $\{ b_i, TTI_i, \alpha_i, \tilde{D}_i$ és $\tilde{\varepsilon}_i, i = 1, \dots, K \}$ paraméterek alapján eldönti, hogy egy beérkező kapcsolat elfogadható-e vagy nem.

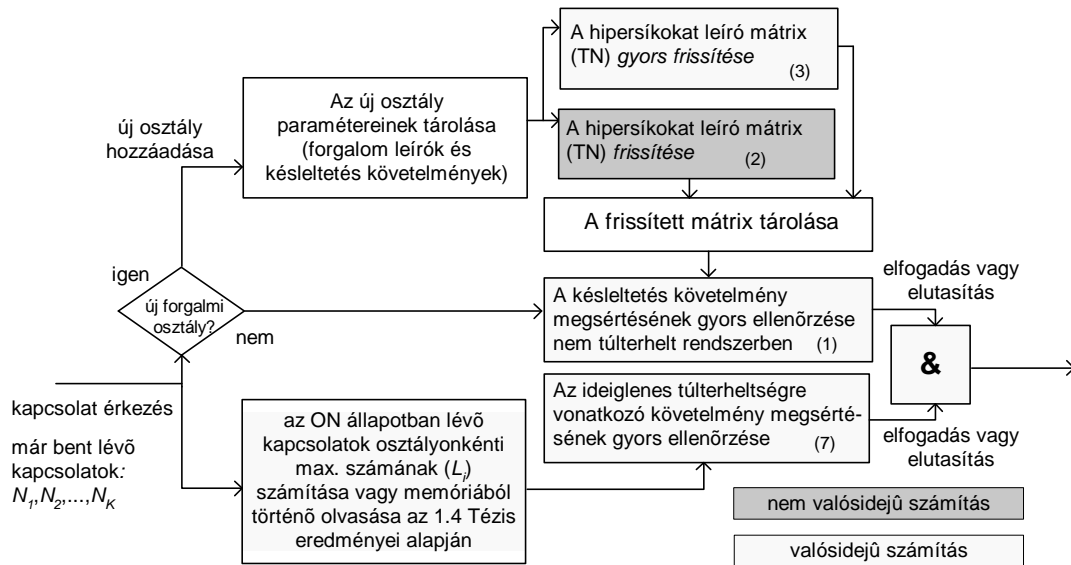
Az algoritmus blokk-diagramját a 2. ábra mutatja. A zárójelben lévő számok a kiértékelt összefüggések számai, melyek az 1.2, 1.3 és 1.4 Tézisekben találhatóak.

Amikor egy új kapcsolat érkezik, az algoritmus a következő mennyiségeket ellenőrzi:

- (A) annak a valószínűségét, hogy a késleltetés követelmény sérül nem túlterhelt rendszerben, átmeneti csomagtorlódás miatt ($\varepsilon_i^{delayed}$), és
- (B) annak a valószínűségét, hogy a késleltetés követelmény sérül a rendszer ideiglenes túlterheltsége miatt ($\varepsilon_i^{overload}$).

Ha a két valószínűség minden osztályra a megengedett értékeken belül van, azaz, $\varepsilon_i^{delayed} \leq \tilde{\varepsilon}_i^{delayed}$ és $\varepsilon_i^{overload} \leq \tilde{\varepsilon}_i^{overload}$, akkor az új kapcsolat elfogadásra kerül.

Az elfogadási teret néhány sík (illetve hipersík) által határolt tér és egy (általában) nem sík által határolt tér metszetével közelítjük. Egy sík által határolt tér azokat a kapcsolat kombinációkat tartalmazza, melyekre egy kapcsolattípus késleltetés követelménye (csak a fenti „A” mennyiség ellenőrzésével)



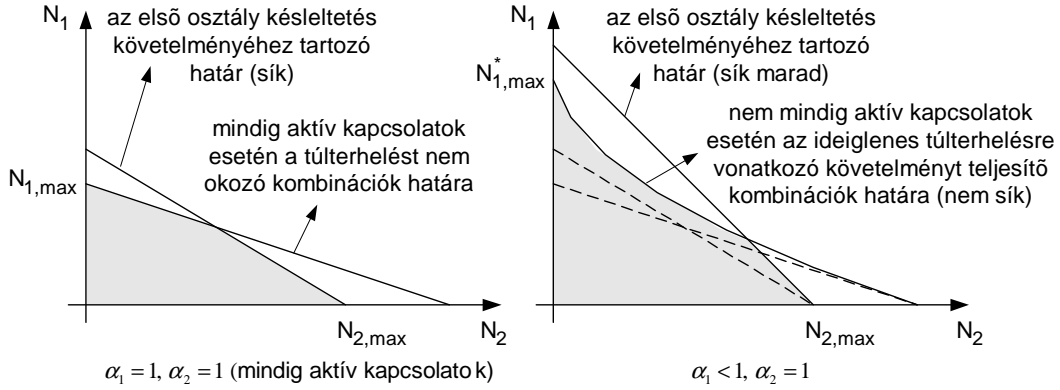
2. ábra. Az algoritmus blokk-diagramja

teljesül. A nem síkkal határolt tér azokat a kombinációkat tartalmazza, melyek esetén a túlterhelés valószínűsége kicsi (a fenti „**B**” mennyiség egy adott korlát alatt marad).

A 3. ábra egy példát mutat két osztályra. Az első osztály késleltetés követelménye sokkal szigorúbb, ezért a második osztály késleltetés követelményéhez tartozó sík, melyet nem ábrázoltunk, kívül esne mindkét ábrázolt téren. (Mivel csak két osztály van, a „tér” elnevezés néhol zavaró lehet. Ezekben az esetekben inkább a „terület” szót használjuk.)

A sötét területen belül lévő kapcsolat kombinációkat elfogadja az algoritmus. Vannak olyan kombinációk, melyek a késleltetés követelmény („**A**” mennyiség) által meghatározott síkon belül, de az ideiglenes túlterhelés („**B**” mennyiség) által korlátozott téren kívül vannak. Ez azért lehetséges, mert 100%-os kihasználtság esetén sem biztos, hogy a késleltetés követelmény sérül. Ha az első osztály aktivitás faktora egynél kisebb ($\alpha_1 < 1$), akkor $N_{1,max}$, az első osztályból beengedhető kapcsolatok száma úgy, hogy a második osztályból nincs bent egy kapcsolat sem, $N_{1,max}^*$ -ra nő, és az ideiglenes túlterhelés által korlátozott tér határa már nem sík lesz.

Az algoritmusban a két különböző típusú tér számítása függetlenül történik. A tárolt táblázatok frissítése (nem valósidejű) és a döntéshozó rész (valósidejű számítás) szintén el vannak választva. A döntéshozó résznek akkor is szüksége van a frissített mátrixra, ha egy addig még nem regisztrált forgalmi osztályba tartozó kapcsolat érkezik (tehát olyan osztályba, melyet a síkokat leíró mátrix



3. ábra. Elfogadási terek szemléltetése

még nem tartalmaz), ezért ekkor egy gyors, több közelítést tartalmazó számítás végzi el a mátrix frissítését.

1.2. Tézis. A késleltetés követelmény megsértésének gyors ellenőrzése nem túlterhelt rendszerben

A „hipersík közelítést” javasoltam annak ellenőrzésére, hogy a késleltetés követelmény sérül-e nem túlterhelt rendszerben, átmeneti csomagtorlódás miatt.

A hipersík közelítést alkalmazva az \$(N_1, N_2, \dots, N_K)\$ kombináció elfogadásának szükséges feltétele az alábbi egyenlőtlenség teljesülése:

$$\sum_{i=1}^K \frac{TN_{jj}}{TN_{ij}} \cdot N_i \leq TN_{jj} + 1 \quad j = 1, 2, \dots, K, \quad (1)$$

ahol \$TN_{ij}\$ definíció szerint az \$i\$ osztályú kapcsolatok maximális száma feltételezve, hogy egy \$j\$ osztályú csomag teljesíti a \$j\$ osztály késleltetés követelményét. \$TN_{ij}\$-vel közelítettem az \$i\$ osztályú kapcsolatok maximális számát akkor, ha még egy \$j\$ osztályú kapcsolat van jelen a rendszerben. \$TN_{ij}\$ meghatározására az alábbi képletet javasoltam:

$$TN_{ij} = \max \left\{ N_i \left| \sum_{n_i=0}^{N_i} \Pi_i(n_i) \Pr \left\{ D_i > \tilde{D}_j - \frac{b_j}{C} \mid N_i^{act}(t_0) = n_i \right\} \leq \tilde{\epsilon}_j^{delayed} \right. \right\}, \quad (2)$$

ahol $\Pi_i(n_i)$ annak a valószínűsége, hogy az i osztályú kapcsolatokból egyidejűleg n_i aktív (azaz ON állapotban van), $N_i^{act}(t_0)$ az i osztályú aktív kapcsolatok száma (tetszőleges) t_0 időpontban. $\tilde{\varepsilon}_j^{delayed}$ a megengedett maximális valószínűsége annak, hogy nem túlterhelt rendszerben a j osztályhoz tartozó késleltetés követelmény sérül, átmeneti csomagtorlódás miatt.

A hipersík közelítést a modellfeltételek szerinti szimulációval, valamint matematikai analízis segítségével igazoltam az UTRAN-ban tipikus paraméterhalmazra. Az azonos TTI periódussal rendelkező kapcsolatokra megmutattam, hogy a közelítő elfogadási tér átmeneti csomagtorlódásból adódó késleltetés által korlátozott része jól közelíthető az 1.3 Tézisben leírt (4) összefüggéssel, mely N_i -ben közel lineáris (gyakorlatilag lineárisnak tekinthető). Megmutattam azt is, hogy a hipersík közelítés akkor is jó, ha különböző osztályok különböző TTI periódussal rendelkeznek. Ebben az esetben a virtuális várakozási idő (virtual waiting time) eloszlásfüggvénye matematikai analízis útján nem határozható meg [11]. Ezért egyszerű, lineáris alsó és felső korlátok segítségével megmutattam, hogy szigorú késleltetés követelmények esetén (amikor (4) egyenlőtlenségben $x \rightarrow 0$) a korlátok közti különbség eltűnik, laza követelmények esetén (ha $x \rightarrow \min_i TTI_i$) pedig már a túlterhelésből adódó, nem síkkal leírható határ korlátozza az elfogadási teret.

1.3. Tézis. Zárt, közelítő formula a TN mátrix elemeinek számítására

Zárt, közelítő formulát adtam a TN mátrix elemeinek számítására:

$$TN_{ij} \approx \frac{C (TTI_i + \alpha_i y)}{\alpha_i b_i} \left(1 - \frac{b_i \ln(\tilde{\varepsilon}_j^{delayed})}{2 C y} \right)^{-1}, \quad y = \tilde{D}_j - \frac{b_j}{C}. \quad (3)$$

Az érkezési folyamatot Gauss-folyamattal közelítettem (Brown-híddal) és megmutattam, hogy erre az érkezési folyamatra - feltételezve, hogy minden osztály csomagküldési periódusa (TTI) ugyanaz - az elfogadási tér átmeneti csomagtorlódásból adódó késleltetés által korlátozott része az alábbi formulával közelíthető:

$$\sum_i N_i \left(\alpha_i \rho_i + \frac{\alpha_i \rho_i^2}{C} \frac{\gamma TTI}{2 x} \right) \leq C + \frac{C x}{TTI} \frac{\sum_i N_i \alpha_i^2 \rho_i^2}{\sum_i N_i \alpha_i \rho_i^2}, \quad (4)$$

ahol $\rho_i = b_i/TTI_i$ egy i osztályú, aktív kapcsolat maximális bitsebessége, x a késleltetés kritérium, $\gamma = -\ln(\tilde{\varepsilon}_i^{delayed})$, és $\tilde{\varepsilon}_i^{delayed} = \tilde{\varepsilon}_j^{delayed}$, $i, j = 1, \dots, K$. Ebből az összefüggésből a (3) közelítés közvetlenül adódik.

Szimulációk segítségével megállapítottam, hogy a (3) közelítés még akkor is elfogadhatóan jól működik, amikor a multiplexálható kapcsolatok száma kicsi, és a folytonos közelítés kevésbé pontos.

1.4. Tézis. Az ideiglenes túlterheltségre vonatkozó követelmény megsértésének gyors ellenőrzése

Az UTRAN-ra bevezetett sorbanállási modell alapján számítási módszert adtam az ideiglenes túlterheltségre vonatkozó követelmény megsértésének gyors ellenőrzésére. A módszer alapvetően az azonos osztályba tartozó kapcsolatok közti statisztikus nyereséggel számol, de egy olyan egyszerű kiterjesztést is javasoltam, mely lehetővé teszi az osztályok közötti statisztikus nyereség részleges figyelembevételét.

Az UTRAN-ra bevezetett sorbanállási modell alapján megállapítottam, hogy az ideiglenes túlterheltségre vonatkozó követelmény megsértésének ellenőrzésekor az ún. „bufferless ON-OFF” (lásd pl. [12]) modellt kell olyan módon megoldanom, hogy hatékonyan alkalmazható legyen a CAC algoritmusban. Az irodalomban fellelhető módszerektől eltérően olyan módszert alkalmaztam, mely lehetővé teszi, hogy a szükséges számításokat az egyes osztályokra függetlenül lehessen elvégezni. Vizsgálataim során az alább közölt módszerrel megállapítottam, hogy az UTRAN-ban tipikus paraméterekre jól használható.

Tételezzük fel, hogy az új kapcsolat az i osztályból érkezik. Legyen L_i az ON állapotban lévő i osztályú kapcsolatok azon száma, melynél az ideiglenes túlterheltségre vonatkozó korlát éppen teljesül, azaz annak a valószínűsége, hogy az ideiglenesen ON állapotban lévő kapcsolatok száma nagyobb, mint L_i kisebb egy küszöbértéknél:

$$L_i = \min \left\{ L \mid \kappa_i \sqrt{1 - \tilde{\varepsilon}_i^{overload}} \leq \frac{1}{N_i \alpha_i} \sum_{k=0}^L k \Pi_i(k) \right\}, \quad (5)$$

és a többi osztályra:

$$L_l = \min \left\{ L \mid \kappa_l \sqrt{1 - \tilde{\varepsilon}_l^{overload}} \leq \sum_{k=0}^L \Pi_l(k) \right\}, \quad l = 1, 2, \dots, K_a, \quad l \neq i, \quad (6)$$

ahol K_a az egynél kisebb aktivitás faktorú ($\alpha_i < 1$) forgalmi osztályok száma. $\tilde{\varepsilon}_i^{overload}$ a rendszer ideiglenes túlterheltsége miatt késő i osztályú csomagok előfordulásának megengedett maximális valószínűsége. $\Pi_i(k)$ annak a valószínűsége, hogy az i osztályú kapcsolatokból egyidejűleg k aktív (ON állapotban van). A mindig aktív forgalmi osztályokra ($\alpha_i = 1$) az osztályonkénti maximum egyenlő a rendszerben lévő kapcsolatok számával, azaz $L_i = N_i$.

Fontos megjegyezni, hogy a módszer hatékonyan implementálható az L_i értékek memóriában történő eltárolásával (a számítás off-line, on-line csak memóriaolvasás történik).

Amikor egy új i osztályú kapcsolat érkezik a rendszerbe, és így az aktuális kapcsolat kombináció $(N_1, N_2, \dots, N_i, \dots, N_K)$ lesz, ki kell számolni (vagy ki kell olvasni a memóriából) az i osztályra vonatkozó új L_i értéket, és ellenőrizni kell a következő egyenlőtlenség teljesülését:

$$\sum_{i=1}^K L_i \rho_i \leq C, \quad (7)$$

ami az (N_1, N_2, \dots, N_K) kombináció elfogadásának szükséges feltétele.

Nyilvánvaló, hogy az (5) és (6) egyenlőtlenségek használatával csak az azonos osztályba tartozó kapcsolatok közti statisztikus multiplexálási nyereség realizálható. Az osztályok közti statisztikus nyereség részleges realizálására a következő eljárást javasoltam, mely biztosítja, hogy az L_i értékek számítása más osztályokétól függetlenül történhet:

1. Határozzuk meg L_i^* -ot minden i -re az (5) és (6) egyenletekkel úgy, hogy N_i -t helyettesítjük az alábbi N_i^* -gal:

$$N_i^* = N_i + \sum_{\alpha_k \leq \alpha_i, k \neq i} \min\left(1, \frac{\rho_k}{\rho_i}\right) N_k; \quad k = 1, \dots, K, \quad (8)$$

és számítsuk a statisztikus multiplexálási nyereséget az i osztályra az alábbi módon:

$$MG_i = (N_i^* - L_i^*)/N_i^*. \quad (9)$$

2. Addig ismételjük az alábbiakat, amíg az MG_i értékek már nem változnak:

- Vegyük azokat a k és i osztály-párokat, melyekre teljesül, hogy $\alpha_k > \alpha_i$ és $\rho_k < \rho_i$. Ha $MG_k > MG_i$, akkor legyen $\alpha_i' := \alpha_k$ és számítsuk MG_i' -t az első lépésben leírtak szerint, de α_i helyett az α_i' aktivitás faktoral. Ha az így adódó nyereség nagyobb, azaz $MG_i' > MG_i$, akkor legyen $MG_i := MG_i'$. (A számítás végeztével állítsuk vissza α_i eredeti értékét.)
- Vegyük azokat a k és i osztály-párokat, melyekre teljesül, hogy $\alpha_k > \alpha_i$ és $\rho_k \geq \rho_i$. Ha $MG_k > MG_i$, akkor legyen $MG_i := MG_k$.

3. Végül, minden i -re $L_i = N_i(1 - MG_i)$.

A multiplexálási nyereség értékek $(MG_i, i = 1, \dots, K)$ az első és második lépésben úgy lettek módosítva, hogy a statisztikus multiplexálási hatások osztály-párok között is figyelembe lettek véve. Ezért a harmadik lépésben számolt L_i értékek kisebbek lehetnek, mint amelyek a fenti kiegészítő eljárás nélkül lettek számítva.

2. Téziscsoport. Mobilitás és forgalom modell WCDMA hálózatokhoz [C1]

A Nakano, Saita és Sengoku által bemutatott modellt [13] kiterjesztettem WCDMA rendszerekre. A kiterjesztés lényege, hogy megengedem a cellák átfedését, és soft handover-t alkalmazok hard handover helyett. A kiterjesztett modellt – többek között – az Iur interfész forgalmának becslésére, valamint a soft handover intenzitások meghatározására használom.

2.1. Tézis. Modell kiterjesztés

A [13] közleményben bemutatott modell kiterjesztésével mobilitás és forgalom modellt állítottam fel, mely WCDMA rendszerek analíziséhez használható.

Céлом az UTRAN kapcsolat-szintű analízise volt olyan módon, hogy a gyakorlatban felmerülő problémákra (pl. transzport hálózat méretezése) az analízis eredményei alkalmazhatóak legyenek. Ehhez olyan modellre volt szükségem, mely a felhasználói mobilitást is figyelembe veszi, és a valós életből vett mennyiségekkel paraméterezhető. Megállapítottam, hogy a Nakano-féle modell [13] megfelel ezeknek a követelményeknek, de csak akkor alkalmazható CDMA rendszerekre, ha kiterjeszthető soft handoverek vizsgálatára.

Az eredeti hard handoveres modellben az utak mentén a cellák gyakorlatilag függetlenül vizsgálhatók, hiszen egy hívást mindig egy cella kezel, azaz egy handover esemény *cellaváltást* jelent. Soft handoveres esetben egy hívás attól függően, hogy milyen területen mozog, számos cella erőforrását használhatja egyszerre.

Mint az a 2.2, 2.3 és 2.4 Tézisekben látható, a Nakano-féle modell kiterjeszthető soft handoveres esetre, bár az analízis komplexitása jelentősen nő.

A kiterjesztett modellben az úthálózat egymást *átfedő cellákkal* van lefedve. A cellák átfedő területeit (és a konzisztens jelölésrendszer kedvéért az egy cellával fedett területeket is) *soft handover területeknek* (SHR - soft handover regions) neveztem el. Soft handover akkor történhet, ha egy mobil készülék egy olyan SHR-be érkezik, ami több cellával van lefedve. Az r közlekedési útvonalon a következő soft handover területek vannak:

$$SHR_1^r, \dots, SHR_j^r, \dots, SHR_{J_r}^r,$$

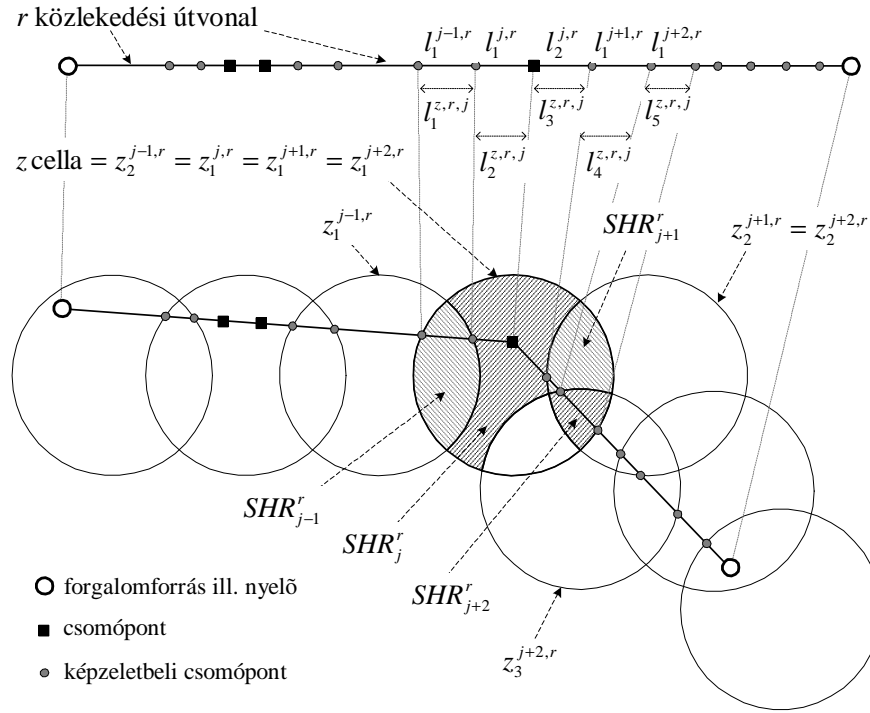
az előfordulás sorrendjében.

Az SHR és a cellaparaméterek közötti kapcsolat könnyebb formalizálása érdekében definiáltam a *karakterisztikus halmazt*, mely minden SHR_j^r területre a következő:

$$\mathcal{Z}_{j,r} = \{SHR_j^r\text{-t tartalmazó cellák}\} = \{z_1^{j,r}, \dots, z_{K_{j,r}}^{j,r}\},$$

ahol SHR_j^r területet pontosan $z_1^{j,r}, \dots, z_{K_{j,r}}^{j,r}$ cellák fedik le. A modellt, az egyszerűség kedvéért, kör alakú (kórsugárzó antennával felszerelt) cellákra valószínűsített meg. Ebben az esetben az átfedő cellák száma $K_{j,r} = 1, 2,$ vagy 3 .

A 4. ábra szemlélteti a kiterjesztett modell elemeit, illetve a jelölésrendszert.



4. ábra. Az r közlekedési útvonal szakaszainak hierarchiája

2.2. Tézis. A soft handover területek paramétereinek számítása

A kiterjesztett modell segítségével a következő soft handover terület paramétereiket határoztam meg:

- Meghatároztam az SHR_j^r területen keletkező c osztályú hívások soft handover valószínűségét, tehát annak a valószínűségét, hogy egy c osztályú hívás, mely az SHR_j^r -ben keletkezik, sikeresen eléri az SHR_j^r és az SHR_{j+1}^r határát:

$$p_c^{new}(SHR_{j+1}^r | SHR_j^r) = \frac{h_c}{T_0^{j,r}} (1 - e^{-\frac{T_0^{j,r}}{h_c}}), \quad \text{for } 1 \leq j < J_r, \quad (10)$$

ahol $T_0^{j,r}$ az utazási idő SHR_j^r -en keresztül az r úton, és h_c a c osztályú hívások átlagos tartásideje.

- Meghatároztam az SHR_j^r területen áthaladó c osztályú hívások soft handover valószínűségét, tehát annak a valószínűségét, hogy egy c osztályú hívás, mely az r úton mozog, belép SHR_j^r -be („átadásra kerül” SHR_{j-1}^r -től SHR_j^r -be) és sikeresen eléri az SHR_j^r és az SHR_{j+1}^r határát (átadásra kerül SHR_{j+1}^r -be):

$$p_c^{ho}(SHR_{j+1}^r | SHR_j^r) = e^{-\frac{T_0^{j,r}}{h_c}}, \quad \text{for } 1 < j < J_r. \quad (11)$$

- Meghatároztam a soft handover valószínűségek *határfeltételeit*:

$$p_c^{ho}(SHR_2^r | SHR_1^r) = e^{-\frac{d_r}{v(l_1^{j,r})h_c} - \frac{T_0^{1,r}}{h_c}}, \quad (12)$$

ahol az r út első szakasza (link - két csomópont közti szakasz, l betű jelöli a 4. ábrán) „meg van hosszabbítva visszafelé” úgy, hogy elérje a $Z_{1,r}$ -ben lévő cellák egyikének a határát. A meghosszabbított rész d_r hosszú. $v(l_i^{j,r})$ a járművek sebessége az $l_i^{j,r}$ szakaszon.

Az $SHR_{J_r}^r$ területen lévő hívások nem kerülnek tovább átadásra, ezért:

$$p_c^{new}(SHR_{J_r+1}^r | SHR_{J_r}^r) = 0, \quad (13)$$

$$p_c^{ho}(SHR_{J_r+1}^r | SHR_{J_r}^r) = 0. \quad (14)$$

Az inter-RNC forgalom becsléséhez (az Iur interfész forgalma) bevezettem az ún. Z halmazú hívásintenzitásokat. Z a cellák egy halmaza, és definíció szerint $Z \subseteq Z_{j,r}$. Például, ha $Z_{j,r} = \{1, 2\}$, akkor $Z \subseteq Z_{j,r}$ azt jelenti, hogy $Z \in \{\emptyset, \{1\}, \{2\}, \{1, 2\}\}$. A Z halmaz hasonló a CDMA rendszerekben használatos „aktív halmaz” fogalmához. Az aktív halmaz azokat a cellákat tartalmazza, melyekhez a mobil kapcsolódhatna, mert ehhez a rádiós feltételek biztosítva vannak. A Z halmaz azokat a cellákat tartalmazza, melyekhez a mobil ténylegesen kapcsolódik.

- Definiáltam a c osztályú új hívások Z halmazú intenzitását az SHR_j^r -ben az r úton: az olyan c osztályú új hívások intenzitásainak összege az SHR_j^r -ben az r úton, melyek elfogadásra kerülnek (tehát hozzákapcsolódhatnak) a $Z \subseteq Z_{j,r}$ halmazban lévő cellákhoz. Ezt a mennyiséget a következőképp számítottam:

$${}^Z \lambda_c^{new}(SHR_j^r) = \lambda_c Q_r T_0^{j,r} {}^Z P_c(SHR_j^r), \quad 1 \leq j \leq J_r, \quad (15)$$

ahol λ_c a c osztályú hívások érkezési intenzitása, Q_r a járműforgalom mennyisége az r közlekedési úton (jármű/óra), és

$${}^Z P_c(SHR_j^r) = \prod_{z \in Z} (1 - B_c(z)) \prod_{s \in \mathcal{Z}_{j,r} \setminus Z} B_c(s), \quad (16)$$

ahol $B_c(z)$ a c osztályú hívások blokkolási valószínűsége a z cellában.

- Definiáltam a c osztályú, SHR_j^r -en áthaladó hívások Z halmazú intenzitását az r úton: az olyan c osztályú SHR_j^r -en áthaladó hívások intenzitásainak összege az r úton, melyek elfogadásra kerülnek (tehát hozzákapcsolódhatnak) a $Z \subseteq \mathcal{Z}_{j,r}$ halmazban lévő cellákhoz. Ez a mennyiség két részből tevődik össze: az SHR_{j-1}^r -ben keletkező c osztályú hívásokból, melyek átadásra kerülnek SHR_j^r -be; valamint azokból a c osztályú hívásokból, melyek az előző SHR-ből átadásra kerültek SHR_{j-1}^r -be, majd onnan SHR_j^r -be.

Ha SHR_j^r -t több cella fedi, mint SHR_{j-1}^r -t, akkor a Z halmaz *változatlan marad*, amennyiben az új cellák blokkolják a hívást, illetve *bővül*, ha legalább egy új cellában a hívás elfogadásra kerül. Jelöléseinket használva; azokra a halmazokra, melyekre $Z \not\subseteq \mathcal{Z}_{j,r} \setminus \mathcal{Z}_{j-1,r}$, ha $\mathcal{Z}_{j-1,r} \subseteq \mathcal{Z}_{j,r}$, az áthaladó hívások Z halmazú intenzitását a következő módon számítottam:

$$\begin{aligned} {}^Z \lambda_c^{ho}(SHR_j^r) &= p_c^{new}(SHR_j^r | SHR_{j-1}^r) {}^{Z \cap \mathcal{Z}_{j-1,r}} \lambda_c^{new}(SHR_{j-1}^r) \times \\ &\times \prod_{z \in \mathcal{Z}_{j,r} \setminus \mathcal{Z}_{j-1,r}} \{(1 - B_c(z)) \mathcal{I}_{\{z \in Z\}} + B_c(z) \mathcal{I}_{\{z \notin Z\}}\} + \\ &+ p_c^{ho}(SHR_j^r | SHR_{j-1}^r) {}^{Z \cap \mathcal{Z}_{j-1,r}} \lambda_c^{ho}(SHR_{j-1}^r) \times \\ &\times \prod_{z \in \mathcal{Z}_{j,r} \setminus \mathcal{Z}_{j-1,r}} \{(1 - B_c(z)) \mathcal{I}_{\{z \in Z\}} + B_c(z) \mathcal{I}_{\{z \notin Z\}}\}. \end{aligned} \quad (17)$$

Az nem lehetséges, hogy a Z halmaz *teljesen megváltozik*. Ezért azokra a halmazokra, melyekre $Z \subseteq \mathcal{Z}_{j,r} \setminus \mathcal{Z}_{j-1,r}$, ha $\mathcal{Z}_{j-1,r} \subseteq \mathcal{Z}_{j,r}$, a következőt kaptam:

$${}^Z \lambda_c^{ho}(SHR_j^r) = 0. \quad (18)$$

Ha SHR_j^r -t kevesebb cella fedi, mint SHR_{j-1}^r -t, akkor a Z halmaz *szűkülhet*, illetve *kiürülhet*. Ha a Z halmaz *szűkül*, *de nem ürül ki*, tehát azokra a halmazokra, melyekre $Z \neq \emptyset$, ha $\mathcal{Z}_{j-1,r} \supseteq \mathcal{Z}_{j,r}$, a következőt

kaptam:

$$\begin{aligned} {}^Z\lambda_c^{ho}(SHR_j^r) &= p_c^{new}(SHR_j^r | SHR_{j-1}^r) \sum_{Z \subseteq S \subseteq \mathcal{Z}_{j-1,r}} {}^S\lambda_c^{new}(SHR_{j-1}^r) + \\ &+ p_c^{ho}(SHR_j^r | SHR_{j-1}^r) \sum_{Z \subseteq S \subseteq \mathcal{Z}_{j-1,r}} {}^S\lambda_c^{ho}(SHR_{j-1}^r). \end{aligned} \quad (19)$$

Ha a Z halmaz *kiürül*, tehát azokra a halmazokra, melyekre $Z = \emptyset$, ha $\mathcal{Z}_{j-1,r} \supseteq \mathcal{Z}_{j,r}$, a következőt kaptam:

$$\begin{aligned} {}^\emptyset\lambda_c^{ho}(SHR_j^r) &= p_c^{new}(SHR_j^r | SHR_{j-1}^r) \times \\ &\times \sum_{\emptyset \neq S \subseteq \mathcal{Z}_{j-1,r} \setminus \mathcal{Z}_{j,r}} {}^S\lambda_c^{new}(SHR_{j-1}^r) + p_c^{ho}(SHR_j^r | SHR_{j-1}^r) \times \\ &\times \sum_{\emptyset \neq S \subseteq \mathcal{Z}_{j-1,r} \setminus \mathcal{Z}_{j,r}} {}^S\lambda_c^{ho}(SHR_{j-1}^r). \end{aligned} \quad (20)$$

Ehhez a rekurzív számítási eljáráshoz meg kell még adnunk a *kezdeti feltételeket*, melyeket az alábbi módon adtam meg:

$${}^Z\lambda_c^{ho}(SHR_1^r) = {}^Z\lambda_c^0(SHR_1^r) \frac{Q_r}{\sum_{\substack{a \text{ h út } SHR_1^r\text{-ben kezdődik}}} Q_h}, \quad (21)$$

$Z \subseteq \mathcal{Z}_{1,r}$ -re, ahol ${}^Z\lambda_c^0(SHR_1^r) = \lambda_c^0(p_1^r) {}^ZP_c(SHR_1^r)$ és p_1^r az r út forgalmának forrása. (Tehát azt feltételeztem, hogy az analizált területen kívülről az SHR_1^r -be érkező hívások intenzitása a járműforgalmak arányában oszlik el az ezen SHR-ből induló utak között.)

- Kiszámítottam az egyes soft handover területekre a c osztályú hívásokra vonatkozó, Z halmazú felajánlott forgalmakat (tehát a felajánlott forgalom azon részét, mely olyan hívásokból adódik, melyek elfogadásra kerülnek a $Z \subseteq \mathcal{Z}_{j,r}$ halmazban lévő cellákhoz):

$$\begin{aligned} {}^ZLoad_c(SHR_j^r) &= \\ &{}^Z\lambda_c^{new}(SHR_j^r) h_c^{new}(SHR_j^r) + {}^Z\lambda_c^{ho}(SHR_j^r) h_c^{ho}(SHR_j^r). \end{aligned} \quad (22)$$

Ezt felhasználva, tetszőleges (SHR-ekből álló) területre számítható az egyszerre l cellához kapcsolódó hívások felajánlott forgalma, a megfelelő SHR-ek azon Z halmazú felajánlott forgalmainak összegeként, melyekre $|Z| = l$, $l = 0, 1, 2, 3$.

2.3. Tézis. Az Iur interfész forgalmának becslése

A soft handover területek paramétereinek segítségével becslést adtam az Iur interfész forgalmára.

Legyenek $RNC_1 \subseteq \{1, \dots, N_{cell}^1\}$ és $RNC_2 \subseteq \{1, \dots, N_{cell}^2\}$ olyan különálló cellahalmazok, melyek két RNC-hez, az RNC_1 -hez és az RNC_2 -höz kapcsolt cellákat tartalmazzák. A (22) összefüggést felhasználva, egy alsó és egy felső korlátot adtam a két RNC-t összekötő Iur interfész forgalmának meghatározására:

$$Iur^A(RNC_1, RNC_2) = \sum_{z_1 \in RNC_1, z_2 \in RNC_2} \sum_{\mathcal{Z}_{j,r} \ni z_1, z_2} \sum_{Z \subseteq \mathcal{Z}_{j,r}} \sum_{c=1}^C {}^Z Load_c(SHR_j^r) \times \\ \times \left\{ \mathcal{I}_{\{z_1, z_2 \in Z, |Z|=2\}} + A \cdot \mathcal{I}_{\{z_1, z_2 \in Z, |Z|=3\}} \right\}, \quad (23)$$

ami $A = 1$ esetén alsó, $A = 2$ esetén felső korlát. A fenti összefüggésben minden olyan SHR Z halmazú felajánlott forgalma összegezve van, ami RNC_1 -ben és RNC_2 -ben is benne van (az első két összegzés), olyan $Z \subseteq \mathcal{Z}_{j,r}$ halmazokra, melyek tartalmazzak egy cellát mindkét RNC-ből ($z_1 \in RNC_1, z_2 \in RNC_2$). Az egyszerre 2, illetve 3 cellához kapcsolódó hívások felajánlott forgalma a harmadik összegzés és az indikátor függvények által van figyelembe véve.

Megjegyzendő, hogy az Iur interfész forgalmát (a modell keretein belül) pontosan is számíthattuk volna. A pontos érték számítása azonban lényegesen összetettebb lett volna, mert pontosan kellett volna figyelembe venni, hogy a három cellához kapcsolódó hívások az Iur interfészen egy vagy két kapcsolatot generálnak-e.

2.4. Tézis. Cellaparaméterek számítása

A soft handover paraméterek használatával meghatároztam a csatornák foglaltsági idejének eloszlását, a cellák felajánlott forgalmait és a soft handover intenzitásokat a cellákban.

- Meghatároztam a csatornák foglaltsági idejének eloszlását új, c osztályú hívásokra:

$$Pr\{\tau_c^{z,r,j} < t\} = 1 - \frac{T_0^{z,r,j} - t}{T_0^{z,r,j}} e^{-\frac{t}{h_c}}, \quad (24)$$

ahol $\tau_c^{z,r,j}$ a csatornafoglaltsági idő z cellában az r út azon részén, mely tartalmazza SHR_j^r -t. $T_0^{z,r,j}$ az utazási idő a z cellában az r út azon részén, mely tartalmazza SHR_j^r -t. (A j indexre azért van szükség, mert lehetséges, hogy az r út többször áthalad a z cellán.)

- A *felajánlott forgalom* egy cellában a következő hívásokból tevődik össze: minden olyan hívás, mely a cellában keletkezik, a cellát megelőző SHR-ben azok az új és handoverező hívások, melyek elérik a vizsgált cella határát, és végül azok a hívások, melyek az analizált területen kívülről érkeznek a cellába:

$$\begin{aligned}
Load_c(z) = & \sum_{Z_{j,r} \ni z} h_c^{new}(z^{(r,j)}) \lambda_c^{new}(SHR_j^r) + \sum_{Z_{j,r} \ni z \notin Z_{j-1,r}} h_c^{ho}(z^{(r,j)}) \quad \times \\
& \times \left\{ p_c^{new}(SHR_j^r | SHR_{j-1}^r) (\lambda_c^{new}(SHR_{j-1}^r) - \emptyset \lambda_c^{new}(SHR_{j-1}^r)) + \right. \\
& + \left. p_c^{ho}(SHR_j^r | SHR_{j-1}^r) (\lambda_c^{ho}(SHR_{j-1}^r) - \emptyset \lambda_c^{ho}(SHR_{j-1}^r)) \right\} + \\
& + \sum_{Z_{0,r} \ni z} h_c^{ho}(z^{(r,j)}) \lambda_c^0(p_1^r), \quad (25)
\end{aligned}$$

ahol $z^{(r,j)}$ a z cellát jelenti, és az (r, j) index arra utal, hogy az átlagos csatornafoglalási idők számítása az r út azon szakaszán történik, amely z cellával fedve van és tartalmazza az SHR_j^r területet.

A felajánlott forgalom és a blokkolási valószínűség (az Erlang-B formula több osztályra vonatkozó változatával számítva) nem függetlenek, ezért nem lehetséges ezeket explicite kifejezni, hanem a megfelelő egyenletrendszer numerikus megoldásával számíthatóak.

- Végül, meghatároztam a *soft handover intenzitást a cellákban*, azaz a cellához érkező soft handover kérelmek számának várható értékét. Ez a mennyiség a vizsgált cellát – a cellán áthaladó utak mentén – megelőző SHR-ből, illetve az analizált területen kívülről érkező soft handover igényekből tevődik össze (ha a cella a terület határán van):

$$\begin{aligned}
in \lambda_c^{ho}(z) = & \sum_{Z_{j,r} \ni z \notin Z_{j-1,r}} \left\{ p_c^{new}(SHR_j^r | SHR_{j-1}^r) (\lambda_c^{new}(SHR_{j-1}^r) - \right. \\
& - \left. \emptyset \lambda_c^{new}(SHR_{j-1}^r)) + p_c^{ho}(SHR_j^r | SHR_{j-1}^r) (\lambda_c^{ho}(SHR_{j-1}^r) - \right. \\
& - \left. \emptyset \lambda_c^{ho}(SHR_{j-1}^r)) \right\} + \sum_{Z_{0,r} \ni z} \lambda_c^0(p_1^r). \quad (26)
\end{aligned}$$

3. Téziscsoport. Valósídejű VP sávszélesség szabályozás [J4, J5, C5, C6, P8]

Olyan algoritmust fejlesztettem ki, mely egy ATM virtuális út (VP – Virtual Path) bitsebességét dinamikusan állítja úgy, hogy a VP kimeneti tárolójában a cellavesztési arány (CLR – cell loss ratio) egy rögzített küszöb alatt

maradjon. A feladat megoldásához Vidács [14] tárolómonitorozási eljárását alkalmaztam, mely lehetővé teszi a cellavesztési arány pontos mérését egy ATM kapcsoló kimeneti tárolójában, rövid és hosszú távon összefüggő (SRD – short-range dependent, LRD – long-range dependent) forgalomra egyaránt. A VP sávszélesség on-line adaptálásához bevezettem az egykiszolgálós sor állapotter leírását, és Kálmán-szűrő segítségével becsültem a rendszer állapotváltozóját.

3.1. Tézis. VP sávszélesség szabályzó algoritmus

VP sávszélesség szabályzó algoritmust javasoltam, és megmutattam, hogy az algoritmus által állított sávszélesség fokozatosan konvergál az optimális értékhez, rövid és hosszú távon összefüggő forgalomra egyaránt.

Vidács a [14] közleményben *rövid* távon összefüggő forgalomra az alábbi egyszerű közelítést vezette le:

$$\frac{1 - \rho}{\rho} \approx d \log p_K, \quad (27)$$

ahol ρ a szerver kihasználtsága ($\rho = A/C$, A a stacionárius folyamat hosszú távú átlaga, C a VP sávszélessége), és d egy együttható, mely konstans, ha a kihasználtság és a K cella méretű tároló telítettségének valószínűsége, p_K , időben nem változnak.

A sávszélességbecslő algoritmus a kihasználtságot és a tároló telítettségének valószínűségét periodikusan méri. A mérési periódusok indexelve vannak, például $\rho(n)$ jelöli a kihasználtságot az n -dik periódusban.

A 3.2 Tézisben felvázolt módon egy mérési egyenlettel és egy rendszeregyenlettel írtam le a sor viselkedését, melyekben a d együtthatónak megfelelő $d(n)$ változót lehet a rendszer állapotváltozójának tekinteni. A VP sávszélességre a következő szabályozási összefüggést javasoltam:

$$C(n+1) = \hat{A}(n+1)(1 + \hat{d}(n) \log CLR_{obj}), \quad (28)$$

ahol $C(n+1)$ a VP sávszélessége az $n+1$ -dik szabályozási periódusban. $\hat{A}(n+1)$ a forgalom becsült átlaga az $n+1$ -dik periódusban (a becslés az n -dik periódusban történik). $\hat{d}(n)$ az állapotváltozó becsült értéke az n -dik periódusban. CLR_{obj} a cellavesztési arányra előírt követelmény.

Feltételezve, hogy a csomagok érkezési folyamata stacionárius és az átlag $\hat{A}(n) = A$, valamint a d együtthatót a VP sávszélesség (C) függvényeként tekintve, annak elégséges feltétele, hogy a szabályozó konvergál az optimális VP sávszélességhez a következő:

$$\left| \frac{\partial d(C, p_K(C))}{\partial C} \right| < \left| \frac{\partial d(C, CLR_{obj})}{\partial C} \right|, \quad (29)$$

ahol

$$d(C, p_K(C)) \approx \frac{C - A}{A \log p_K(C)}, \quad (30)$$

és

$$d(C, CLR_{obj}) = \frac{C - A}{A \log CLR_{obj}}. \quad (31)$$

A fenti feltétel kevésbé korlátozó volta és a 3.2 Tézisben leírt becslés robusztussága lehetővé teszi, hogy a sávszélesség szabályozó módszert *rövid és hosszú* távon összefüggő forgalomra is alkalmazzuk. Ez a tulajdonság biztosítja, hogy a módszer gyakorlatban előforduló forgalmi helyzetekre is működik (erre példa található [J5]-ben).

3.2. Tézis. A sorbanállási rendszer állapotváltozójának becslése

Megadtam a sorbanállási rendszer állapotváltozós leírását, és felállítottam egy Kálmán-szűrőt a $d(n)$ állapotváltozó becslésére.

A (27) összefüggés alapján a mérési periódusokra a következő összefüggést feltételeztem:

$$\frac{1 - \rho(n)}{\rho(n) \log p_K(n)} = d(n) + \sigma(n), \quad (32)$$

ahol $\sigma(n)$ 0 várható értékű gaussi fehér zaj, a mérési hibát reprezentálja. A forgalom változásának követése céljából, illetve a sávszélesség optimális értékhez való konvergenciájának biztosítására a következő rendszeregyenletet javasoltam:

$$d(n) = d(n - 1) + \omega(n), \quad (33)$$

ahol $\omega(n)$ szintén 0 várható értékű gaussi fehér zaj.

A szabályozó rendszer terminológiáját használva (32) és (33) egyenleteket a sorbanállási rendszer állapotváltozós leírásának nevezzük, ahol $d(n)$ a rendszer állapotváltozója.

A $d(n)$ állapotváltozó becslése tipikusan olyan feladat, melyet Kálmán-szűrővel lehet megoldani (bevezető irodalom: [15]). Ennek megfelelően az állapotváltozót rekurzív módon az alábbi Kálmán-szűrővel becsültem:

[Állapot felújítási egyenletek]

$$\begin{aligned} \hat{d}(n) &= \hat{d}(n|n-1) + K_n \left\{ \frac{1 - \rho(n)}{\rho(n) \log p_K} - \hat{d}(n|n-1) \right\}, \\ K_n &= \frac{D(n|n-1)}{D(n|n-1) + \Sigma(n)}, \\ D(n) &= (1 - K_n)D(n|n-1), \\ \Sigma(n) &\stackrel{\text{def}}{=} \text{Var}\{\sigma(n)\}. \end{aligned} \quad (34)$$

[Projekciós egyenletek]

$$\begin{aligned}\hat{d}(n|n-1) &= \hat{d}(n-1), \\ D(n|n-1) &= D(n-1) + \Omega(n), \\ \Omega(n) &\stackrel{\text{def}}{=} \text{Var}\{\omega(n)\}.\end{aligned}\tag{35}$$

$\hat{d}(n)$ és $\hat{d}(n|n-1)$ az állapotváltozó becslései az n -dik és $n-1$ -dik mérési periódusban. $D(n)$ és $D(n|n-1)$ a $\hat{d}(n)$ és a $\hat{d}(n|n-1)$ szórásnégyzetei. Az állapotváltozó kezdőértéke meghatározható például a következőképpen, ha feltételezzük, hogy $A(t)$ stacionárius folyamat [16]:

$$d = -\frac{1}{2K} \lim_{t \rightarrow \infty} \frac{\text{Var}\{A(t)\}}{E\{A(t)\}}.\tag{36}$$

Ahhoz, hogy a fenti Kálmán-szűrőt a gyakorlatban meg tudjuk valósítani, be kell állítanunk a zaj-folyamatok szórásnégyzeteit, $\Sigma(n)$ -t és $\Omega(n)$ -t. A rendszer jellemzőiből kiindulva és az algoritmus feladatát szem előtt tartva az alábbi beállításokat javasoltam:

- A mérési zaj javasolt szórásnégyzete:

$$\Sigma(n) = \left(\frac{a(1-\rho(n))}{(a-1)\rho(n) \log CLR_{obj}} \right)^2,\tag{37}$$

ahol a 0 és 1 közötti szám. Tapasztalatok alapján $a = 0.25$ megfelelő érték a gyakorlatban.

- Az állapot-zaj javasolt szórásnégyzete:

$$\Omega(n) = \frac{s^2 \Sigma(n)}{(1/b-1)^2(1-\rho(n))^2 - s(1/b-1)(1-\rho(n))},\tag{38}$$

ami a következő – általam javasolt – szabály következménye: ha mérési bizonytalanság miatt az optimális kihasználtság körül olyan kis $\log p_K(n)$ értéket becslünk, hogy $\log p_K(n) = b \cdot \log CLR_{obj}$ valamilyen $b > 1$ esetén, akkor a relatív változás a VP sáv szélességben legyen kisebb, mint s (például, $s = 5\%$). Azért az optimális kihasználtsághoz állítjuk az állapot-zaj szórásnégyzetét, mert tudjuk, hogy ekkor az állapot változásai mérési hibákból adódnak, és ekkor szeretnénk stabilizálni a rendszer viselkedését. Tapasztalataim szerint $b = 2$ megfelelő érték.

A módszert a javasolt beállításokkal szimuláció segítségével igazoltam, és megállapítottam, hogy mind generált mind valós ATM forgalomra helyesen működik.

5. Az eredmények alkalmazhatósága

Az első és második tétiscsoportokhoz kapcsolódó kutatómunkát az Ericsson egyik fejlesztési egysége, a Product Unit Wideband Radio Network (PU WRN) rendelte meg, illetve szponzorálta, az eredményeket alkalmazta.

A CAC algoritmról szabadalmi leírás készült [P2], melyet az Ericsson több országban is benyújtott. Az algoritmushoz kötődik két másik szabadalmi leírás is: [P4] és [P6]. Az algoritmust olyan UTRAN-ban használatos kapcsolókban implementálták, melyek AAL2 multiplexereket tartalmaznak.

A második tétiscsoportban leírt forgalom és mobilitás modell egy szoftvereszközben került implementálásra. A szoftvert gyakorlati feladatra még nem alkalmaztuk.

A harmadik tétiscsoportban bemutatott szabályozó algoritmust egy szimulátorban implementáltuk, melynek segítségével szimulált és valós forgalomra is kipróbálhattuk. A módszert szabadalmaztattuk [P8].

6. Köszönetnyilvánítás

Doktori tanulmányaimat a HSNLab-ban kezdtem, ahol Dr. Henk Tamás, a laboratórium vezetője, sokat segített munkám elindításában.

Az első két tétiscsoportot az Ericsson Research, Traffic Analysis and Network Performance Laboratory nevű kutatóközpontjában dolgoztam ki. Köszönettel tartozom Dr. Boda Miklósnak támogatásáért, amit az elmúlt hat évben folyamatosan élvezhettem.

A harmadik tétiscsoporton Tókióban, az NTT Multimedia Networks laboratóriumában dolgoztam. Köszönöm Dr. Hiroshi Saito-nak, japán konzulenssemnek, hogy elősegítette munkám eredményességét.

Az évek során sokat tanultam a Dr. Fodor Gáborral és Dr. Vidács Attilával megvalósult együttműködésből. Dr. Vidács Attilának külön köszönettel tartozom a disszertációm összeállításában nyújtott segítségért.

7. Tézisek összefoglalása

1. Téziscsoport. Kapcsolatengedélyezés UTRAN-ban [J1, J2, J3, J6, P2, P4]

1.1. Tézis. Kapcsolatengedélyező algoritmus

Az UTRAN-ra bevezetett sorbanállási modellt használva kapcsolatengedélyező (CAC) algoritmust javasoltam, mely az UTRAN Iub interfészén hatékonyan használható és minden RAB típust kezel. Az algoritmus a $\{ b_i, TTI_i, \alpha_i, \tilde{D}_i$ és $\tilde{\epsilon}_i, i = 1, \dots, K \}$ paraméterek alapján eldönti, hogy egy beérkező kapcsolat elfogadható-e vagy nem.

1.2. Tézis. A késleltetés követelmény megsértésének gyors ellenőrzése nem túlterhelt rendszerben

A „hipersík közelítést” javasoltam annak ellenőrzésére, hogy a késleltetés követelmény sérül-e nem túlterhelt rendszerben, átmeneti csomagtorlódás miatt.

1.3. Tézis. Zárt, közelítő formula a TN mátrix elemeinek számítására

Zárt, közelítő formulát adtam a TN mátrix elemeinek számítására.

1.4. Tézis. Az ideiglenes túlterheltségre vonatkozó követelmény megsértésének gyors ellenőrzése

Az UTRAN-ra bevezetett sorbanállási modell alapján számítási módszert adtam az ideiglenes túlterheltségre vonatkozó követelmény megsértésének gyors ellenőrzésére. A módszer alapvetően az azonos osztályba tartozó kapcsolatokat közti statisztikus nyereséggel számol, de egy olyan egyszerű kiterjesztést is javasoltam, mely lehetővé teszi az osztályok közötti statisztikus nyereség részleges figyelembevételét.

2. Téziscsoport. Mobilitás és forgalom modell WCDMA hálózatokhoz [C1]

2.1. Tézis. Modell kiterjesztés

A [13] közleményben bemutatott modell kiterjesztésével mobilitás és forgalom modellt állítottam fel, mely WCDMA rendszerek analíziséhez használható.

2.2. Tézis. A soft handover területek paramétereinek számítása

A kiterjesztett modell segítségével a következő soft handover terület paramétereiket határoztam meg:

- *adott területen keletkező és áthaladó hívások soft handover valószínűségeit,*
- *adott területen keletkező és áthaladó hívások Z halmazú intenzitásait, és*
- *a Z halmazú felajánlott forgalmakat.*

2.3. Tézis. Az Iur interfész forgalmának becslése

A soft handover területek paramétereinek segítségével becslést adtam az Iur interfész forgalmára.

2.4. Tézis. Cellaparaméterek számítása

A soft handover paraméterek használatával meghatároztam a csatornák foglaltsági idejének eloszlását, a cellák felajánlott forgalmait és a soft handover intenzitásokat a cellákban.

3. Téziscsoport. Valós idejű VP sávszélesség szabályozás [J4, J5, C5, C6, P8]

3.1. Tézis. VP sávszélesség szabályzó algoritmus

VP sávszélesség szabályzó algoritmust javasoltam, és megmutattam, hogy az algoritmus által állított sávszélesség fokozatosan konvergál az optimális értékhez, rövid és hosszú távon összefüggő forgalomra egyaránt.

3.2. Tézis. A sorbanállási rendszer állapotváltozójának becslése

Megadtam a sorbanállási rendszer állapotváltozós leírását, és felállítottam egy Kálmán-szűrőt a $d(n)$ állapotváltozó becslésére.

8. Hivatkozások

- [1] ATM Forum. *ATM Forum Traffic Management Specification Version 4.0*, 1996.
- [2] Göran Eneroth and Martin Johnsson. ATM transport in cellular networks. In *International Switching Symposium (ISS'97)*, Toronto, Canada, September 1997.
- [3] Hiroshi Nakamura, Hisakazu Tsuboya, Masatomo Nakano, and Akihisa Nakajima. Applying ATM to mobile infrastructure networks. *IEEE Communications*, January 1998.
- [4] *Introduction to 3G Mobile Communications*. Artech House, Norwood, USA, 2001.
- [5] *Third Generation Mobile Systems*, <http://www.ericsson.com/3G>.
- [6] ITU-T. *AAL Type 2 Signalling Protocol (Capability Set 1)*, 1999.
- [7] ITU-T. *AAL Type 2 Signalling Protocol (Capability Set 2)*, 2000.
- [8] G. Eneroth, G. Fodor, G. Leijonhufvud, A. Rácz, and I. Szabó. Applying ATM/AAL2 as a switching technology in 3rd generation mobile networks. *IEEE Communications Magazine*, 37(1), 1999.
- [9] 3GPP Technical Specification TR 25.426. *UTRAN Iur and Iub Interface Data Transport & Transport Signalling for DCH Data Streams*, 1999.
- [10] Tero Ojanpera and Ramjee Prasad. *Wideband CDMA for Third Generation Mobile Communications*. Artech House, Norwood, USA, 1998.
- [11] I. Norros, J. W. Roberts, A. Simonian, and J. T. Virtamo. The superposition of variable bit rate sources in an ATM multiplexer. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 9(3), 1991.
- [12] C. Rasmussen, J. H. Sorensen, K. S. Kvols, and S. B. Jacobsen. Source-independent acceptance procedures in atm networks. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 9(3), April 1991.

- [13] K. Nakano, K. Saita, and M. Sengoku et al. Mobile communications traffic analysis on a road system model. *Performance and Management of Complex Communication Networks, International Federation for Information Processing (IFIP), Kluwer Academic Publishers*, 1998.
- [14] A. Vidács. *Fractal characterization of network traffic: from parameter estimation to application, PhD dissertation*. BUTE-DTT, 2000.
- [15] G. Welch and G. Bishop. An introduction to the Kalman Filter, TR 95-041, <http://www.cs.unc.edu/~welch/kalman/kalmanintro.html>, Department of Computer Science, University of North Carolina at Chapel Hill, NC 27599-3175.
- [16] S. Shioda and H. Saito. Real-time cell loss ratio estimation and its application to ATM traffic controls. In *proc. IEEE INFOCOM*, Kobe, Japan, 1997.

9. Publikációk

Folyóirat cikkek

- [J1] **Sz. Malomsoky**, S. Rácz, Sz. Nádas. Connection admission control in UMTS radio access networks. Megjelenik az *Elsevier Computer Communications* folyóiratban, 2003-ban.
- [J2] **Sz. Malomsoky**, Sz. Nádas, B. Sonkoly. UMTS hozzáférési hálózatok teljesítőképesség vizsgálata. *Híradástechnika*, Augusztus 2002.
- [J3] **Sz. Malomsoky**, Sz. Nádas, B. Sonkoly. Performance Evaluation of UMTS Terrestrial Radio Access Networks. *Journal on Communications*, July 2002.
- [J4] **Sz. Malomsoky**, A. Vidács, H. Saito. Real time VP bandwidth control for long range dependent traffic. *International Journal of Communications Systems*, (12):229-247, 1999.
- [J5] A. Vidács, **Sz. Malomsoky**, H. Saito. A simple adaptive bandwidth control for real traffic. *Advances in Performance Analysis*, 2(1):21-44, 1999.
- [J6] Sz. Nádas, S. Rácz, **Sz. Malomsoky** and S. Molnár. Connection Admission Control in All-IP UTRAN. *Submitted to IEEE Journal on Selected Areas in Communications, special issue on All-IP wireless networks*, date of submission: February, 2003.

Konferencia cikkek

- [C1] **Sz. Malomsoky**, A. Szlávik. Mobility and traffic analysis for WCDMA networks. *International Conference on the Performance and QoS of Next Generation Networking*, Nagoya, November 2000.
- [C2] G. Fodor, G. Malicskó, **Sz. Malomsoky**. A joint radio-IP resource reservation scheme in ALL-IP 3rd generation networks. *IEEE Wireless Communications and Networking Conference*, Chicago, September 2000.

- [C3] **Sz. Malomsoky**, G. Tóth, Sz. Nádas, P. Zarándy. Simulation based GPRS network dimensioning. *ITC Specialist Seminar on Mobile Networks*, Lillehammer, March 2000.
- [C4] G. Fodor, G. Leijonhufvud, **Sz. Malomsoky**, A. Rácz. Comparison of call admission control algorithms in ATM/AAL2 based 3rd generation mobile access networks. *IEEE Wireless Communications and Networking Conference*, New-Orleans, September 1999.
- [C5] A. Vidács, **Sz. Malomsoky**, H. Saito. Real-time cell loss ratio estimation for bursty and self-similar traffic. *International Conference of the Performance and Management of Complex Communication Networks (PMCCN '97), Workshop 2*, Tsukuba, November 1997.
- [C6] **Sz. Malomsoky**, A. Vidács, H. Saito. Bandwidth control and its applicability based on queue length monitoring. *International Conference of the Performance and Management of Complex Communication Networks (PMCCN '97), Workshop 2*, Tsukuba, November 1997.
- [C7] A. Faragó, T. Cinkler, V.T. Hai, **Sz. Malomsoky**. Joint planning of the physical and logical configuration for ATM networks. *Networks'96*, Sydney, November 1996.

Előadások

- [R1] **Sz. Malomsoky**. Traffic planning in a WCDMA network. *The 3GSM World Congress*, Cannes, February 2001.

Szabadalmak

- [P1] **Sz. Malomsoky**, Sz. Nádas, S. Rácz. Efficient Traffic Concentrator. Patent Application filed in October 2002.
- [P2] **Sz. Malomsoky**, Sz. Nádas, S. Rácz. Connection admission control in packet-oriented, multi-service networks. Patent Application filed in March 2002.
- [P3] **Sz. Malomsoky**, Sz. Nádas, S. Rácz. Protocol multiplexing. Patent Application filed in March 2002.

- [P4] **Sz. Malomsoky**, I. Szabó, S. Rácz. Facilitating reliable connection admission control for telecommunications system using AAL2 signaling. Patent Application filed in March 2001.
- [P5] Pál Zarándy, **Sz. Malomsoky**. Method to transfer parallel TCP connections of an UMTS subscriber. Patent Application filed in December 2000.
- [P6] **Sz. Malomsoky**. Randomized packet arrival's process in UTRAN. Patent Application filed in October 2000.
- [P7] F. Máthé, **Sz. Malomsoky**. Transcoding data in a packet switched communication network supporting radio interfacing by selecting a transcoding processor and/or network portion. Patent Application filed in August 1999.
- [P8] **Sz. Malomsoky**, A. Vidács, H. Saito. Virtual path bandwidth control apparatus and virtual path bandwidth dimensioning method. Patent Application filed in December 1997.
- [P9] W. Holender, **Sz. Malomsoky**. Adaptive virtual path dimensioning method especially for paths defined on telecommunications network using entropy rate function as blocking measure and balancing loads on links by equalizing blocking probabilities and determining allocation of physical resources. Patent Application filed in July 1995.