

A TCP/HSDPA rendszer átvitelének analitikus modellje

BODROG LEVENTE, HORVÁTH GÁBOR, VULKÁN CSABA*

Budapest Műszaki Egyetem, Híradástechnikai Tanszék
{bodrog,ghorvath}@hit.bme.hu

*Nokia Siemens Networks, Budapest
csaba.vulkan@nsn.com

Lektorált

Kulcsszavak: TCP átvitel, HSDPA, sorbanállási hálózat, Markov modell

E cikkben a TCP átvitelét adjuk meg mobil, adatforgalmat nyújtó, HSDPA környezetben a Padhye modell alapján, a TCP csomagvesztési valószínűsége és a körbefordulási ideje segítségével. E két paramétert meghatározandó megalkottuk a HSDPA-t leíró sorbanállási hálózatot, amely tartalmazza a torlódási pontokat és protokollrétegeket, amelyek hatással vannak a vesztesésre és a késleltetésre. Ennek a sorbanállási hálózatnak a megoldását részletezzük.

1. Bevezetés

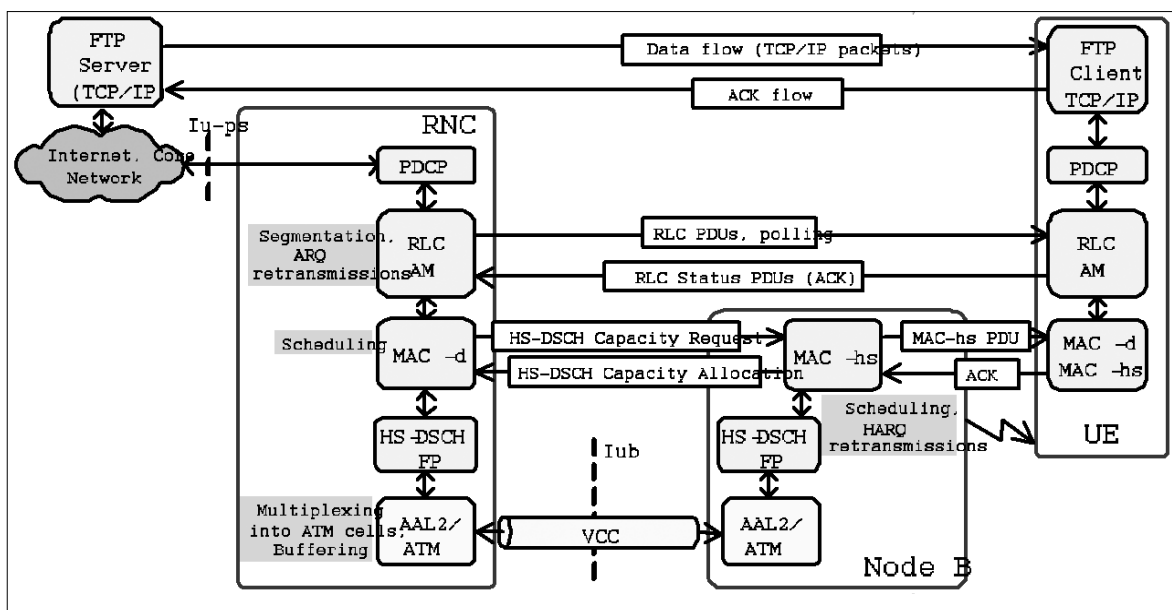
A HSDPA (High Speed Downlink Packet Access) nagysebességű (akár több megabit másodpercenként) csomagkapcsolt, letöltésirányú szolgáltatást nyújt UMTS (Universal Mobile Telecommunications System) felett [6].

Hagyományos UMTS esetén az adatkapcsolati rétegbeli protokollok – mint például Radio Link Control (RLC) és Medium Access Control (MAC) – a rádióhálózat-vezérlőben (RNC, Radio Network Controller) végződnek. A rádiós interfészt megvalósító protokollok az RNC-vel az Iub interfészen kapcsolódó bázisállomásban (3. generációs mobilhálózatok esetén ez a Node B) vannak megvalósítva. Nyugtázott módban (AM) az RLC felelős a hibamentes, sorrendhelyes átvitelért, amelyet az ARQ (Automatic Repeat Request – automatikus újraadás) mechanizmussal érnek el, ami azonban növeli a második rétegbeli körbefordulási időt, így TCP időtúllépéshez vezethet.

HSDPA esetén új protokollréteget – a MAC-hs réteget – vezettek be a bázisállomásban (1. ábra).

Ennek segítségével a bázisállomás képes gyorsan alkalmazkodni a rádiós interfész aktuális állapotához modulációs és kódolási sémaváltással, gyors ütemezéssel és újraadással. Ez utóbbit a HARQ (Hybrid ARQ) mechanizmus valósítja meg. Ezek a megoldások segítik csökkenteni a második rétegbeli körbefordulási időt, ha az újraadást a hibás rádiós interfész feletti átvitel okozta. Habár ezzel a bázisállomás kezeli az újraadást, az RLC rétegbeli újraadás is megmaradt a Rel'99-es megoldásokkal való kompatibilitás, illetve a rendszeren belüli hívásátadás-vezérlés megtartása érdekében. Az RLC ugyanakkor továbbra is kezeli az újraadást, ha a MAC-hs újraadások száma elért egy megengedett legnagyobb számot, vagy ha a szállítási rétegben dobás volt. Így HSDPA esetén is növelheti az RLC a körbefordulási időt.

Ezen megoldások azt is eredményezik, hogy a TCP képtelen megállapítani és kezelni a torlódást, csak ha már lejárt a TCP időzítője, vagy ha a csomag elérte az RLC újraadások legnagyobb megengedett számát is és azt az RLC eldobta.



1. ábra
A HSDPA
protokoll-
család
áttekintése

A rádiós interfész kezelésének az elosztása az RNC és a bázisállomás között egy áramlásvezérlési algoritmus beiktatását is maga után vonta – HSDPA áramlásvezérlés [8]. Ennek az algoritmusnak a lényege, hogy a bázisállomás határozza meg az RNC által az egyes felhasználóknak küldött adat mennyiségét, úgy, hogy a puffereket optimális szinten tartsa, azaz ne legyen sem a késleltetés túl nagy, de ne vesztessen a rádiós interfész kapacitását sem. Ezt leggyakrabban a sorhossz mintavételezésével és az időegység alatt küldött csomagok (PDU, Packet Data Units) számának mérésével érik el.

Jól mutatja a HSDPA által nyújtott szolgáltatás színvonalát az elérhető TCP átvitel. Vizsgálták már a TCP teljesítményét HSDPA felett [1-3], ahol a szerzők szimuláció alapú modell adtak. Ebben a cikkben mi az analitikus modelljét adjuk ugyanennek.

A cikk további része a következőképpen épül fel. Először megadjuk a rendszer szűk keresztmetszeit jelentő pufferezési pontokat és a belőlük felépített sorbanállási hálózatot, majd összefoglaljuk a közelítő átvitel számítást és részletesen ismertetjük a sorbanállási hálózat megoldását, végül pedig összefoglaljuk az eredményeinket.

2. A rendszer áttekintése és sorbanállási hálózatmodellje

A várakozási sorok lényeges alkotóelemei a HSDPA rendszernek, ezért természetesnek tűnik a TCP körbefordulási idő – mivel az nagy hatással van a TCP teljesítményére – modellezésére egy megfelelő sorbanállási modell alkalmazása. Ennek megfelelően a rendszer letöltési irányú késleltetését számottevően befolyásoló szűk keresztmetszeit kell meghatározni (mobilszolgáltatások esetén a felhasználók jellemzően letöltenek, így leggyakrabban letöltés irányban szenvednek el nagyobb késleltetést). A kidolgozott modellben is a letöltési irány teljesítményére koncentráltunk, ahol a feltöltési késle-

tetést állandónak tekintettük. Csomagvesztés (p) épp ezeknél a várakozási soroknál, telített pufferek esetén fordulhat elő, vagy az újraküldések legnagyobb számának elérésekor.

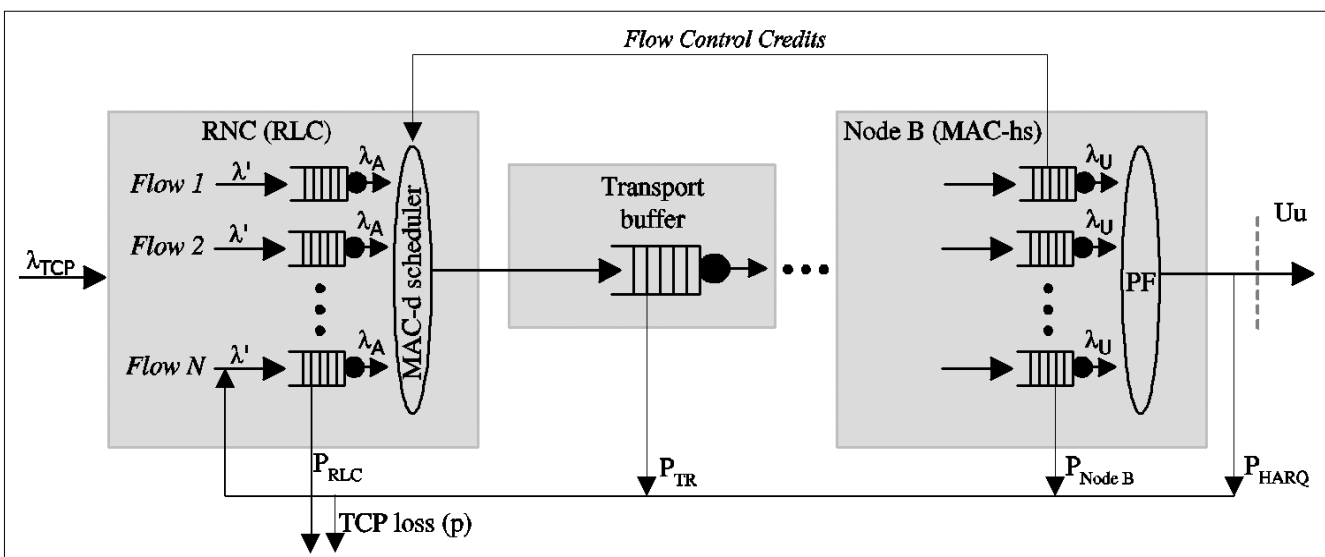
Három ilyen pontja van a rendszernek:

- Az *RLC réteg pufferei*, ahol a felhasználói csomagok részre bontásával nyert RLC csomagokat tárolja a rendszer nyugta érkezéséig, vagy az újraküldések legnagyobb számának elérése után eldobja azokat. A pufferbeli csomagok ütemezését a MAC-d réteg vezérli a bázisállomás MAC-hs rétege által biztosított kreditekre támaszkodva. A kreditek úgy vannak meghatározva, hogy a rádiós interfész átvitele a lehető legnagyobb legyen, nem feltétlenül figyelembe véve az avar interfészen való torlódást, ezért is lehetséges, hogy az RLC túlterhelheti a szállítási réteget. E modellben azt feltételeztük, hogy feltöltés irányban nincs késleltetés,
- Az *AAL2/ATM szállítási hálózat pufferei*. Minthogy a szállítási hálózaton a felhasználók osztoznak és véges kapacitású, itt is előfordulhat torlódás, ami a csomagok késleltetéséhez, illetve azok eldobásához vezethet. A modellben ezt egy várakozási sorral vettük figyelembe, tekintettel a szűk keresztmetszetet jelentő ATM összeköttetésre.
- A *bázisállomásbeli MAC-hs pufferek*. Itt a rendszer szintén felhasználónként pufferezi a csomagokat. A 2 ms alatt küldhető csomagok számát a CQI (Channel Quality Indicator) – a rádiós összeköttetést leíró mennyiség – határozza meg. Amennyiben egy csomag elvesz, azt a HARQ mechanizmus működésének megfelelően a rendszer újraküldi, amíg el nem éri az újraküldések legnagyobb számát, amikor is az RLC ARQ veszi át a PDU kezelését.

A sorbanállási hálózati modell a 2. ábrán látható a különböző rétegekben elhelyezkedő pufferekkel.

Az RLC felhasználónként egy-egy pufferben tárolja a csomagokat, amiket a bázisállomástól kapott kreditek

2. ábra A rendszer sorbanállási hálózatmodellje



alapján egymástól függetlenül ütemez. Egy PDU akkor vész el, ha a puffer túlcsordul, vagy ha elérte az újraadások legnagyobb számát.

Az átviteli hálózatot egy, a szűk keresztmetszetet jelentő összeköttetést reprezentáló pufferrel modelleztük. Telített puffer esetén az ATM cellák elvesznek.

A bázisállomásban is van minden felhasználónak egy-egy puffere, amelyek közül egyet egy PF (proportional fair – arányosan igazságos) ütemező szolgál ki minden 2 ms hosszú időrésben. Dobás esetén a csomagot újra adja a bázisállomás MAC-hs rétege az újraadások legnagyobb számának erejéig.

3. A TCP átvitelének számítása

A TCP átvitelét a rendelkezésre álló lehetőségek közül a legnépszerűbb – Jitendra Padhye és társai által [9]-ben kidolgozott – modellel számoljuk. Ez lényegében egy egyszerű kifejezést ad a TCP átvitelére (B) a csomagvesztési valószínűség (p) és a körbefordulási idő (RTT) függvényében:

$$B(p, RTT) = \begin{cases} \frac{\frac{1-p}{p} + E[W] + \hat{Q}(E[W]) \frac{1}{1-p}}{RTT \left(\frac{b}{2} E[W_u] + 1 \right) + \hat{Q}(E[W]) T_0 \frac{f(p)}{p}}, & E[W_u] < W_{\max} \\ \frac{\frac{1-p}{p} + W_{\max} + \hat{Q}(E[W]) \frac{1}{1-p}}{RTT \left(\frac{b}{8} W_{\max} + \frac{1-p}{p W_{\max}} + 2 \right) + \hat{Q}(W_{\max}) T_0 \frac{f(p)}{1-p}}, & \text{egyébként.} \end{cases} \quad (1)$$

A kifejezésben p a csomagvesztést, b az egyszerre nyugtázott csomagok számát (e cikkben végig $b=1$ -et feltételezünk), T_0 a TCP időzítését (mi $T_0=1,5$ mp-et feltételeztünk), RTT a körbefordulási időt, $W_{\max}$ a legnagyobb torlódási ablakméretet jelöli. $E[W_u]$ a korlátlan ablakméret várható értéke

$$E[W_u] = \frac{2+b}{3b} + \sqrt{\frac{8(1-p)}{3bp} + \left(\frac{2+b}{3b}\right)^2}.$$

$\hat{Q}(w)$ annak a valószínűsége, hogy w ablakméret esetén az időzítő lejárt okozta a veszteszt:

$$\hat{Q}(w) = \min \left(1, \frac{(1-(1-p)^3)(1+(1-p)^3)(1-(1-p)^{w-3})}{1-(1-p)^w} \right).$$

Végül $f(p)$ egy egyszerűsítés:

$$f(p) = 1 + p + 2p^2 + 4p^3 + 8p^4 + 16p^5 + 32p^6.$$

Azaz a TCP átvitele két paramétertől függ, a körbefordulási időtől (RTT) és a veszteségi valószínűségtől (p). Az eddigiek alapján jogos a rendszert egy sorbanállási hálózattal modellelni, hiszen az RTT jelentős részét a különböző sorokban való késleltetés teszi ki, illetve csomagvesztés is vagy ezeknek a puffereknek a telítettsége miatt, vagy a rádiós interfész hibái miatt van.

Cikkünkben a TCP forgalmat állandó intenzitású folyamként vesszük figyelembe, ezzel is egyszerűsítve a modellt. Így válunk képessé, hogy a Padhye modell paramétereit a következő alszakaszokban leírt sorbanállási hálózat segítségével számoljuk ki. Amint e két paraméter ismert, az átvitel számolható, ami azonban nem feltétlenül felel meg a kezdeti feltételként megadott intenzitásnak. Ebben az esetben a kezdeti intenzitást korrigáljuk az eredménynek megfelelően és az átvitelt újra kiszámoljuk addig, amíg az egyensúlyi intenzitáshoz nem jutunk. Ez az a B^* átvitelnek megfelelő intenzitás, amelyre – ha ez a bemeneti intenzitás – pontosan olyan körbefordulási idő és veszteségi valószínűség jön ki, hogy a Padhye modell a $B^* = B(p, RTT)$ átvitelt adja.

3.1. A számítási algoritmus áttekintése

Ahogy azt írtuk, a TCP átvitelét HSDPA felett úgy számoljuk, hogy a hálózat terhelése (λ_{TCP}) épp olyan körbefordulási időt (RTT) és csomagvesztési valószínűséget (p) eredményez, amely paraméterekkel a Padhye modell épp ugyanekkora intenzitásnak megfelelő átvitelt ad, azaz $B(p, RTT) = \lambda_{TCP}$.

Ezt az egyensúlyi értéket például intervallumfelezéssel kaphatjuk. Ezt foglaltuk össze az 1. algoritmusban.

Az intervallum alsó határának természetes kezdeti értéke 0, és mivel az átvitel nem lehet nagyobb, mint a rádiós interfész átlagos átvitele, ezért az intervallum felső határának kezdeti értéke épp ez ($E[S_{NodeB}]$) lesz.

Kiszámoljuk a csomagvesztést és az átlagos körbefordulási időt minden lépésben a 2. ábrán látható sorbanállási hálózat segítségével. Beállítjuk az intervallum alsó és felső határát a legutóbbi TCP átvitel (λ_{TCP}) és az épp kiszámolt Padhye-átvitel ($\lambda_{PADHYE} = B(p, RTT)$). kapcsolatának függvényében.

1. algoritmus A TCP átvitelének számítása

```

INPUT: sysparam // a rendszerparaméterek az 1. táblázatban
OUTPUT:  $\gamma$  // a TCP átvitel

1:  $a_1 = 0$  // az intenzitás-intervallum alsó határa
2:  $a_2 = E[S_{NodeB}]$  // felső határ a rádiós interfész átvitelével egyezik
3: while  $|\lambda_{TCP} - \lambda_{old}| > \epsilon$  do // az intervallumfelező ciklus
4:    $\lambda_{TCP} = \frac{a_1 + a_2}{2}$ 
5:    $(p, RTT) = QN\_Analysis(\lambda_{TCP})$ 
6:    $\lambda_{PADHYE} = B(p, RTT) K \frac{f_T}{f_M}$  // a Padhye-modell alkalmazása
7:   if  $\lambda_{PADHYE} > \lambda_{TCP}$  then
8:      $a_1 = \lambda_{TCP}$ 
9:   else
10:     $a_2 = \lambda_{TCP}$ 
11:     $\lambda_{old} = \lambda_{TCP}$ 
12: return  $\gamma = \lambda_{f_M}$  // mértékegységváltás

```

leírás	jelölés	érték
HSDPA felhasználók száma	K	16
RLC puffer mérete [PDU]		1000
az átviteli hálózat pufferének mérete [ATM cella]	L	2000
Node B puffer mérete [PDU]		1000
RLC (újra)adások legnagyobb száma	R	6
HARQ (újra)adások legnagyobb száma	M	3
közösen nyugtázott TCP csomagok száma	b	1
TCP időzítő hossza	T_0	1,5 mp
legnagyobb TCP torlódásvezérlő ablak mérete	$W_{\max}$	48 KB
blokkhiba-valószínűség a rádiós interfészen	P_e	0,01
két egymást követő hibás küldés valószínűsége	P_s	0,001
a rádiós interfész kiszolgálási eloszlása	$P(\xi = k)$	file-ből
TCP csomagméret	f_T	1500 byte
MAC-d és RLC PDU mérete	f_M	336 bit
pontosság	$\varepsilon, \varepsilon'$	1
szállítási réteg csatornkapacitása	C	$\sim$

1. táblázat A sysparam file tartalma

Az ábrán látható sorbanállási hálózat vizsgálatával kapjuk meg a csomagvesztést, illetve a körbefordulási időt. A felhasználókat azonosnak tekintjük és a számítást egy adott felhasználóra végezzük el. Ennek megfelelően a megjelölt felhasználó szempontjából a sorbanállási hálózat három várakozási sort tartalmaz: az RLC puffert, a többi felhasználóval közös szállítási (ATM) puffert és a bázisállomásban a MAC-d puffert. Ennek a sorbanállási hálózatnak nincs egzakt megoldása, ezért a forgalom felbontásán alapuló, közelítő megoldását számoltuk [4]. A vizsgálat során minden sornak megadjuk a minket érdeklő teljesítménymutatókon kívül a kimeneti folyamatát is, hiszen ez táplálja a következő sort.

Az RLC-vesztést egy visszacsatoló ággal vetjük figyelembe, mintha az elveszett, majd újraadott csomagok ismét a sorba érkeznének.

Emiatt a sorbanállási hálózatot csak iteratív módon lehet megoldani (lásd 2. algoritmust): kezdetben azt feltételezzük, hogy nincs visszacsatolt forgalom és kiszámoljuk az elvesző csomagok számát, majd a következő lépésben ezt tekintjük a visszacsatoló ág forgalmának, majd ezt addig csináljuk így, amíg az utolsó két érték közti különbség meghalad egy előre meghatározott pontosságot.

3.2. Az RLC puffer

Az RLC réteg modelljének (a 2. algoritmus 3. sorának solve rlc függvénye) lényegét az a megfigyelés adja, hogy a távozó forgalmat (egyben a szállítási hálózat érkező forgalmát) a HSDPA áramlásvezérlési algoritmus szabályozza. A rádiós interfész hatékony használata érdekében a bázisállomás úgynevezett krediteket biztosít minden felhasználónak, melyek értékét a csatornaminőség és az adott felhasználó átlagos átvitelének függvényében adja. A MAC-d ütemező minden kör során a krediteknek megfe-

lő mennyiségű csomagot visz át. Mi 10 ms-os köridőt feltételeztünk (ez egy szokásos érték), azaz az ütemező csomagokat $TTI_{RLC}=10$ ms-onként küldi.

A küldhető csomagok számának meghatározásakor feltételezzük, hogy a bázisállomás ismeri a rádiós interfész állapotát, azaz a 2 ms-os HSDPA TTI alatt küldhető csomagok számának eloszlása ismert (lásd a 3.4. alszakaszt). E feltételezéssel a 10 ms alatt a MAC-d ütemező által átvitt csomagok száma $S_{RLC} = \sum_{i=1}^5 S_{NodeB}$.

Az RLC puffer érkezési folyamata két részből áll, a rendszerbe belépő (λ_{in}/K intenzitású) forgalom és az RLC által újraadott csomagok (ez a λ_{FB} intenzitású visszacsatoló ág, ahogy a csomagvesztést modellezzük):

$$\lambda' = \frac{\lambda_{in}}{K} + \lambda_{FB}$$

Az RLC pufferbe 10 ms alatt érkező csomagok számának eloszlása így

$$P(A_{RLC} = k) = \frac{(\lambda' TTI_{RLC})^k}{k!} e^{-\lambda' TTI_{RLC}} \quad \forall k = 0, 1, 2, \dots \quad (2)$$

Gyakorlatban az eloszlást úgy csonkoltuk (N -nél), hogy az eldobott farokrész valószínűsége már elhanyagolhatóan kicsi.

A sorhossz alakulását minden TTI_{RLC} végén egy diszkrét idejű Markov láncsal (DTMC) modelleztük, amelynek sorhossza a következőképpen alakul

$$X_{n+1} = (X_n + A_{n+1} - S_{n+1})^+$$

2. algoritmus (p, RTT) = QN Analysis (λ_{in})

INPUT: λ_{in} // a TCP források jelentette terhelés

OUTPUT: (p, RTT) // csomagvesztés és átlagos körbefordulási idő

```

1:  $\lambda' = \frac{\lambda_{in}}{K}$  // a megfigyelt TCP felhasználó átvitele
2: while  $|\lambda' - \lambda'_{old}| > \varepsilon'$  do //  $\lambda'$  egyensúlyi értékét kereső ciklus
3:  $(P_{RLC}, E[T_{RLC}]) = \text{solve\_rlc}(\lambda')$  // 3.2. alszakasz
4:  $(P_{Tr}, E[T_{Tr}]) = \text{solve\_tr}(C, D_{RLC})$  // 3.3. alszakasz
5:  $(P_{NodeB}, E[T_{NodeB}]) = \text{solve\_node\_b}(S, D_{Tr})$  // 3.4. alszakasz
6:  $P_L \leftarrow (P_{Tr}, P_{NodeB}, P_{HARQ})$  // a visszacsatoló ág valószínűsége (15)
7:  $\hat{p} = \frac{\sum_{k=1}^R (1 - P_L)^{k-1} P_L}{\sum_{k=1}^R (1 - P_L)^{k-1} P_L}$  // RLC újraküldés valószínűsége
8:  $\lambda' = \frac{\lambda_{in}}{K} + \hat{p} P_L \lambda_A$ 
9:  $\lambda'_{old} = \lambda'$ 
10:  $(D_u, D_s) \leftarrow (P_{Tr}, P_{NodeB}, P_{HARQ}, E[T_{RLC}], E[T_{Tr}], E[T_{NodeB}])$  // (19)
11:  $RTT = \sum_{k=1}^R \frac{P_L^{k-1} (1 - P_L)}{1 - P_L^R} ((k-1)D_u + D_s)$  // a (20)-ban kapott RTT
12:  $p = 1 - \frac{\lambda_{in}}{\lambda}$  // a (21)-ben megadott TCP veszteségi valószínűség

```

ahol X_{n+1} a sorhossz, A_{n+1} az érkező csomagok száma és S_{n+1} a kiszolgált csomagok száma az $n+1$ -s időrásben. $(\cdot)^+ \max(0, \cdot)$ -t jelöli.

A DTMC egylépéses állapotátmeneti mátrixának (P) ij -dik eleme:

$$P_{ij} = \begin{cases} \sum_{k=0}^{\infty} P(A_{RLC} = k) P(S_{RLC} = j - i + k), & i < L - N \\ \sum_{k=0}^{L-i} P(A_{RLC} = k) P(S_{RLC} = i - j + k) + \\ + P(S_{RLC} = L + 1 - j) \sum_{k=L-i+1}^N P(A_{RLC} = k), & i \geq L - N. \end{cases}$$

Az RLC puffer mérete L , az érkezési eloszlás tartója a $[0, N]$ intervallum. Az első esetben a kiindulási sorhossz olyan rövid, hogy az érkező csomagok nem veszhetnek el, azaz az állapotváltási valószínűség megegyezik annak a valószínűségével, hogy $j-i$ -vel több csomagot szolgált ki a rendszer, mint amennyi érkezett. A második esetben a kifejezésnek két tagja van, az első tag esetében nincs, a másodikéban van dobás.

A DTMC határeloszlását a következő lineáris egyenletrendszer megoldása adja $\pi P = \pi$

$$\pi h = 1,$$

ahol h a megfelelő méretű, csupa egyesekből álló oszlopvektor.

A határeloszlás ismeretében a csomagvesztési valószínűséget a $TTI_{RLC}=10$ ms alatt elvesző és az ugyanazon idő alatt érkező csomagok átlagos számának hányadosaként számoljuk:

$$P_{RLC} = \frac{\sum_{i=0}^L \pi_i \sum_{j=0}^N \max(0, i + j - L) P(A_{RLC} = j)}{\sum_{i=0}^L \pi_i \sum_{j=0}^N j P(A_{RLC} = j)}. \quad (3)$$

A csomagok rendszeridejét az RLC rétegben Little tételével számoljuk

$$E[T_{RLC}] = \frac{E[X_{RLC}]}{(1 - P_{RLC})E[A_{RLC}]} TTI_{RLC} + \frac{1}{2} TTI_{RLC}, \quad (4)$$

ahol az átlagos sorhosszt $E[X_{RLC}]$ -vel jelöltük. Mivel a modell diszkrét idejű és a csomagok folyamatosan érkeznek, a modell nem tesz különbséget az időrés elején és végén érkező csomag között. Ezt a TTI alatt egyenletesen elosztott érkezési pillanatokkal vettük figyelembe, vagyis a DTMC-ből kiszámolt rendszeridőhöz hozzáadunk fél TTI-t – az érkezési pillanat várható értékét.

Az RLC puffer távozási folyamatát szintén megadjuk, mivel a sorbanállási hálózatban ez a szállítási puffer érkezési folyamata. Azt feltételezzük, hogy a távozások független azonos eloszlásúak, ahol a TTI_{RLC} alatt távozó csomagok számának eloszlása

$$P(D_{RLC} = k) = \sum_{i=0}^L \pi_i \sum_{j=k+1-i}^{\infty} P(A_{RLC} = j) P(S_{RLC} = k) + \sum_{i=0}^L \pi_i P(A_{RLC} = k - i) \sum_{j=k}^{\infty} P(S_{RLC} = j) \quad (5)$$

A kifejezést két tag összege alkotja. Az első megfelel annak az esetnek, amikor van annyi csomag a pufferben, ahányat a kiszolgáló kiszolgálna, míg a másod-

dik tag annak felel meg, amikor a kiszolgáló több csomagot szolgált ki, mint ami a pufferben rendelkezésre áll.

3.3. A szállítási puffer

E cikkben AAL2/ATM szállítási réteget feltételezünk (ennek a modellje, illetve megoldása jelenik meg a 2. algoritmus 4. sorában). Az AAL2 réteg multiplexálja az egyes felhasználók forgalmát egy C kapacitású, állandó sebességű (CBR, Constant Bit Rate) VCC-be.

A MAC-d és a MAC-hs ütemezőkkal ellentétben az ATM kapcsoló folytonos időben működik, ennek ellenére úgy döntöttünk, hogy diszkrét idejű modellt dolgozunk ki, hogy elkerüljük a folytonos és a diszkrét idejű modellrészek keverését. Az RLC puffer $TTI_{RLC}=10$ ms-onként küld, míg a bázisállomásbeli PF ütemező $TTI_{NodeB}=2$ ms-onként. Ez utóbbi kisebb értékűt választottuk időegységül az ATM diszkrét idejű modelljében, mert így valamivel finomabb felbontását nyerjük a folytonos időnek. További egyszerűsítő feltételezés, hogy a szállítási puffer RLC csomagokat továbbít, nem pedig ATM cellákat. Lévé, hogy az RLC PDU az adategység a hálózat többi részén, ezzel is jelentősen egyszerűsödik a modell megoldása.

Az időresenként érkező csomagok számának eloszlását az RLC távozási folyamatából (D_{RLC}) vezetjük le. Ez azonban 10 ms-onként adott, amíg az előzőeknek megfelelően a szállítási puffer időegysége 2 ms. Azaz első lépésként végre kell hajtánunk az átalakítást a két eloszlás között, aholis a TTI_{RLC} ötször nagyobb TTI_{Tr} -nél. Binomiális feltételezéssel élve

$$P(D^{2ms_{Tr}} = k) = \sum_{i=k}^{\infty} P(D_{RLC} = i) \binom{i}{k} \left(\frac{1}{5}\right)^k \left(1 - \frac{1}{5}\right)^{i-k},$$

ahol $P(D^{2ms_{Tr}} = k)$ annak a valószínűsége, hogy TTI_{Tr} idő alatt k csomag érkezett, ha TTI_{RLC} alatt i , más szóval hogyan tudunk kiválasztani k -t i -ből $1/5$ valószínűséggel – tudniillik ez a két TTI aránya.

A szállítási puffer érkezési eloszlásának számításakor összegeznünk kell az összes felhasználó forgalmát, hiszen itt a teljes forgalmat egy VCC-be multiplexálja az ATM $A_{Tr} = \sum_{i=1}^K D^{2ms_{Tr}}$. Itt K a HSDPA felhasználók száma.

Az RLC csomagok *kiszolgálási idejét* a szállítási pufferben így számoljuk:

$$D = \frac{\text{RLC csomagméret fejlecekkel}}{C}.$$

A fejleceket a következőképpen vesszük figyelembe:

$$\text{RLC csomagméret fejlecekkel} = f_M \underbrace{\left(\frac{53}{47} \frac{f_M + 24}{f_M} \frac{E[D_{RLC}] f_M + 72}{E[D_{RLC}] f_M} \right)}_{\text{fejlecek}}$$

A fejlecek az ATM fejlécből (40 bit) plusz a 8 bites CPS PDU kezdeti mezőből (Start Field – 53/47), a 24 bites CPS csomag fejlécből csomagonként $\left(\frac{f_M + 24}{f_M}\right)$ és végül a 72 bites HS-DSCH FP keret fejlécből áll, ami $E[D_{RLC}]$ RLC csomagot szállít átlagosan.

Ebben a TTI_{Tr} időegységű diszkrét modellben a kiszolgáló vagy $F = \left\lfloor \frac{TTI_{Tr}}{D} \right\rfloor$ vagy $F+1$ csomagot szolgál ki

$$P(S_{Tr} = F) = 1 - \left(\frac{TTI_{Tr}}{D} - F \right)$$

$$P(S_{Tr} = F + 1) = \frac{TTI_{Tr}}{D} - F \quad \text{valószínűséggel.}$$

A sorhosszt az RLC pufferéhez hasonló DTMC modellezi, azaz

$$X_{n+1} = (X_n + A_{n+1} - S_{n+1})^+, \quad (6)$$

ahol X_{n+1} a sorhossz, A_{n+1} az érkező és S_{n+1} a kiszolgált csomagok száma az $n+1$ -edik időrésben.

Az érkezési és a kiszolgálási eloszlás ismeretében az RLC-hez hasonlóan építhetjük fel a DTMC egylépéses állapotátmeneti mátrixát:

$$P_{ij} = \begin{cases} \sum_{k=0}^{\infty} P(A_{Tr} = k) P(S_{Tr} = j - i + k), & i < L - (N - F) \\ \sum_{k=0}^{L-i} P(A_{Tr} = k) P(S_{Tr} = i - j + k) + \\ + P(S_{Tr} = L + 1 - j) \sum_{k=L-i+1}^N P(A_{Tr} = k), & i \geq L - (N - F) \end{cases}$$

A csomagvesztési valószínűséget is az RLC-éhez hasonlóan fejezhetjük ki:

$$P_{Tr} = \frac{\sum_{i=0}^{L-F} \pi_i \sum_{j=0}^N \max(0, i + j - L) P(A_{Tr} = j)}{\sum_{i=0}^{L-F} \pi_i \sum_{j=0}^N j P(A_{Tr} = j)}. \quad (7)$$

A számláló az elvesző, a nevező pedig az érkező csomagok várható száma.

A szállítási puffer rendszeridejét a Little formula segítségével számolhatjuk (ugyanúgy, mint (4)-ben):

$$E[T_{Tr}] = \frac{E[X_{Tr}]}{(1 - P_{Tr})E[A_{Tr}]} TTI_{Tr} + \frac{1}{2} TTI_{Tr}. \quad (8)$$

A távozási folyamat eloszlása szintén az RLC azonos paraméteréhez hasonlóan számolandó:

$$P(D_{Tr} = k) = \sum_{i=0}^{L-F} \pi_i \sum_{j=k+1-i}^{\infty} P(A_{Tr} = j) P(S_{Tr} = k) + \\ + \sum_{i=0}^{L-F} \pi_i P(A_{Tr} = k - i) \sum_{j=k}^{\infty} P(S_{Tr} = j) \quad (9)$$

3.4. A MAC-hs puffer

E cikkben azt feltételeztük, hogy a MAC-hs pufferek tartalmát arányosan igazságos (PF, Proportional Fair) algoritmus alapján ütemezi az ütemező, amely a pillanatnyi csatornaminőség és a felhasználók átlagos átvitelének alapján, a lehető leghatékonyabb erőforráskihasználást szem előtt tartva nyújt kiszolgálást a felhasználóknak.

Az ütemező minden körben kiválaszt egy felhasználót, aki adhat (minden $TTI_{NodeB} = 2$ ms-ban). A bázisállomás által meghatározott csatornaminőség-mutató (CQI, Channel Quality Indicator) meghatározza a kódolási sémát és ezzel együtt az egy TTI alatt küldhető csomagok számát. Mivel a csatornaminőség gyorsan változhat, időlegesen előfordulhat puffer túlterhelés is a bá-

zisállomásban. Az érkező csomagokat a felhasználónkénti MAC-hs pufferek tárolják.

Nem tartozik e cikk céljai közé a rádiós interfész modellezése, ezért az Eurane projectből [5] vett MATLAB programmal állítottuk elő az egy TTI alatt átvihető csomagok számának eloszlását ($P(\hat{S} = k)$). Az eloszlás készítésekor telített puffereket feltételeztünk és nem vettük figyelembe a HARQ mechanizmust [7].

A MAC-hs puffer *kiszolgálási folyamatához* először is a HARQ-ot vettük figyelembe. [1]-ben és [2]-ben a szerzők megadják annak az eloszlását, hogy j -edike sikeres az átvitel

$$P_j = \begin{cases} 1 - P_e, & j = 1 \\ P_e^{j-1} P_s^{j-2} (1 - P_e P_s), & j > 1. \end{cases}$$

A két paraméter (P_e és P_s) jelentését korábban, az 1. táblázatban foglaltuk össze. Figyelembe véve, hogy az újradasok legnagyobb száma M , az (újra)adasok várható száma

$$E[H] = \sum_{j=1}^M j P_j + M \left(1 - \sum_{j=1}^M P_j \right),$$

és annak a valószínűsége, hogy egy időrés elvesz HARQ veszteség miatt

$$P_{dl} = 1 - \frac{1}{E[H]}.$$

Végül az egy TTI alatt átvihető csomagok számának eloszlása (figyelembe véve a HARQ veszteségeket is):

$$P(S_{NodeB} = k) = \begin{cases} (1 - P_{dl}) P(\hat{S} = k) + P_{dl}, & k = 0 \\ (1 - P_{dl}) P(\hat{S} = k), & k \neq 0. \end{cases} \quad (10)$$

A MAC-hs pufferbe érkező csomagszám eloszlásának meghatározásakor feltételeztük, hogy a szállítási hálózattól érkező csomagok közül $1/K$ paraméterű binomiális eloszlás szerint k -an tartoznak a megfigyelt felhasználóhoz:

$$P(A_{NodeB} = k) = \sum_{i=k}^{\infty} P(D_{Tr} = i) \binom{i}{k} \left(\frac{1}{K} \right)^k \left(1 - \frac{1}{K} \right)^{i-k}.$$

Ellentétben a másik két csomóponttal a MAC-hs puffer sorhosszáinak alakulása

$$X_{n+1} = (X_n - S_{n+1})^+ + A_{n+1}.$$

Ez azt jelenti, hogy csak azokat a MAC-d csomagokat szolgálja ki a PF ütemező, amelyek a TTI kezdete előtt érkeztek, azaz az állapotátmeneti mátrix ij -dik eleme

$$P_{ij} = \begin{cases} \sum_{k=0}^{j-1} P(A_{NodeB} = k) P(S_{NodeB} = i - j + k) + \\ + P(A_{NodeB} = j) \sum_{k=i}^{\infty} P(S_{NodeB} = k), & i < k_m \\ \sum_{k=0}^{\infty} P(A_{NodeB} = k) P(S_{NodeB} = j - i + k), & i \geq k_m. \end{cases}$$

A határeloszlás meghatározása után a csomagvesztési valószínűséget az elvesző és az összes érkező PDU számának hányadosaként kapjuk:

$$P_{NodeB} = \frac{\sum_{i=0}^L \pi_i \sum_{j=0}^{\infty} \max(0, i + j - L) P(A_{NodeB} = j)}{\sum_{i=0}^L \pi_i \sum_{j=0}^{\infty} j P(A_{NodeB} = j)}. \quad (11)$$

P_{NodeB} a puffer telítettsége miatt bekövetkezett do-
bási valószínűséget jelöli. Ugyanakkor nem ez az egyet-
len módja a csomagvesztésnek a bázisállomásban. Ha
a rádiós interfész rossz minőségű és a HARQ sem tud-
ja már újraadni, a MAC-hs figyelmen kívül hagyja a cso-
magot és ha az újraadások száma eléri a legnagyobb
megengedett értéket (M), akkor ismét az RLC réteg fe-
lelőssége lesz az újraadás. Ennek a valószínűsége

$$P_{HARQ} = 1 - \sum_{j=1}^M P_j. \quad (12)$$

A MAC-hs puffer rendszerideje a Little formula segít-
ségével

$$E[T_{NodeB}] = \frac{E[X_{NodeB}]}{(1 - P_{NodeB})E[A_{NodeB}]} TTI_{NodeB} + \frac{1}{2} TTI_{NodeB}, \quad (13)$$

ahol $E[X]$ az átlagos sorhosszt jelöli és a hozzá-
adott fél TTI magyarázata ugyanaz, mint az RLC és a
szállítási puffer modelljeinek esetében.

A sorbanállási hálózat vizsgálatához szükség van
még a bázisállomás pufferéből távozó csomagok inten-
zitására. A TTI_{NodeB} alatt távozó csomagok száma a ki-
szolgálható, illetve a pufferben lévő csomagok számá-
nak minimumával egyenlő. Így a távozó csomagok inten-
zitása

$$\lambda_U = \frac{1}{TTI_{NodeB}} \sum_{i=0}^L \pi_i \sum_{k=0}^{\infty} P(S_{NodeB} = k) \min(i, k) \quad (14)$$

3.5. A visszacsatoló ág

Azt feltételeztük a sorbanállási hálózatmodellünkben,
hogy a hálózat különböző pontjain elveszett csomagok
az RLC pufferbe újraadásra ismét belépnek. A 2. ábra
visszacsatoló ága ezeket a csomagokat „gyűjti” össze.
Ebben az alszakaszban ennek az összeköttetésnek a for-
galmát fogjuk kiszámolni. Ezt a (Poissonnak feltéte-
lezett [4]) forgalmat adjuk hozzá az RLC puffer beme-
neti forgalmához a hálózat vizsgálata során.

Legelőször is kiszámoljuk annak a valószínűségét,
hogy a PDU az RLC puffer elhagyása után (bármilyen
okból) elveszett. Ezt jelölje p_L .

$$p_L = P_{Tr} + (1 - P_{Tr})P_{NodeB} + (1 - P_{Tr})(1 - P_{NodeB})P_{HARQ} \quad (15)$$

Az is megtörténhet, hogy egy újraadott PDU elvész.
Egy adott számú újraadás után – ez az RLC újraadá-
sok legnagyobb száma (R) – az RLC réteg figyelmen kí-
vül hagyja az adott csomagot, ami TCP-szinten vesz-
tést eredményez. Ezesetben a PDU nem lép be újra az
RLC pufferbe (mígnem egy magasabb rétegbeli proto-
koll azt újra nem adja).

Annak a valószínűsége, hogy egy elveszett PDU
még nem érte el az újraadások legnagyobb számát, az-
az növeli az RLC puffer terhelését:

$$\hat{p} = \frac{\sum_{k=1}^R (1 - p_L)^{k-1} p_L}{\sum_{k=1}^{R+1} (1 - p_L)^{k-1} p_L}, \quad (16)$$

ahol az újraadások számát csonkolt geometriai elosz-
lásúnak feltételeztük.

A fentieket figyelembe véve a visszacsatoló ág for-
galma:

$$\lambda_{FB} = \hat{p} p_L \lambda_A, \quad (17)$$

ahol λ_A az RLC pufferből való átlagos távozási inten-
zitást jelöli.

3.6. A TCP vesztés és a körbefordulási idő

Ebben az alszakaszban a pufferekénti teljesítmény-
jellemzők (részletekért lásd (12),(3),(4),(7),(8),(11) és (13)
egyenleteket) alapján kiszámoljuk a TCP teljesítményét.

Az a TCP csomag, amely nem vész el

$$D_s = E[T_{RLC}] + E[T_{Tr}] + E[T_{NodeB}] \quad (18)$$

késleltetést szenved el.

Ha azonban valahol elveszett, akkor az átlagos cso-
magkésleltetést

$$D_u = P_{Tr} E[T_{RLC}] + (1 - P_{Tr}) P_{NodeB} (E[T_{RLC}] + E[T_{Tr}]) + \\ + (1 - P_{Tr})(1 - P_{NodeB}) P_{HARQ} (E[T_{RLC}] + E[T_{Tr}] + E[T_{NodeB}]) \\ \text{adja.} \quad (19)$$

Egy k -szor (újra)adott csomag átlagos körbefordulási
ideje a $k-1$ sikertelen és a sikeres küldés késleltetésé-
nek az összege. Geometriai eloszlású (újra)adásszámot
feltételezve

$$RTT = D_{UL} + \sum_{k=1}^R \frac{p_L^{k-1} (1 - p_L)}{1 - p_L^R} ((k-1) D_u + D_s), \quad (20)$$

ahol D_{UL} az állandónak feltételezett feltöltési irányú
késleltetést jelöli, ahogy valóban UTRAN-ban jellemzően
nincs torlódás ebben az irányban.

A TCP vesztési valószínűsége egyszerűen 1 mínusz
a sikeresen átvitt csomagok hányada:

$$p = 1 - \frac{\lambda_U}{\lambda}. \quad (21)$$

4. Összefoglalás

Ebben a cikkben egy közelítő modelljét adtuk a TCP-nek
HSDPA felett. Azonosítottuk a rendszer lényeges torló-
dási pontjait, amelyek számottevően befolyásolják a TCP
átvitelét és megadtuk ezek Markov-i modelljeit, hogy ki-
számoljuk a rendszer teljesítményjellemzőit. A rendszer
sorbanállási hálózatmodelljének egy iteratív megoldási
módját adtuk.

A szerzőkről

BODROG LEVENTE a BME Villamosmérnöki és Informatikai karán diplomá-
zott 2005-ben, illetve ugyanitt végzi doktori tanulmányait, Telek Miklós ve-
zetésével. Érdeklődési körébe tartoznak a sztochasztikus modellek, külö-
nösen a sorbanállási rendszerek, a sztochasztikus folyamatok, illetve
mindezek távközlési alkalmazásai. E témakörökben már több folyóirat- és
konferenciakiké jelent meg.

Irodalom

- [1] Mohamad Assaad, Badi Jouaber, Djamel Zeghlache,
Effect of TCP on UMTS-HSDPA System Performance
and Capacity.

- In Global Telecommunications Conference, GLOBECOM '04, Dallas, TX, USA, November 2004. IEEE, Vol. 6, pp.4104–4108.
- [2] Mohamad Assaad, Djamal Zeghlache, Cross-layer Design in HSDPA System to Reduce TCP Effect. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 24(3):614–625, March 2006.
- [3] Mohamad Assaad, Djamal Zeghlache, TCP Performance Over UMTS-HSDPA Systems. Auerbach Publications, Boston, MA, USA, 2006.
- [4] Gunter Bolch, Hermann de Meer, Stefan Greiner and Kishor S. Trivedi, Queueing Networks and Markov Chains: Modeling and Performance Evaluation with Computer Science Applications. Wiley-Interscience, August 1998.
- [5] Eurane. The Eurane project, 2004. <http://www.ti-wmc.nl/eurane/>
- [6] H. Holma, A. Toscali, HSDPA/HSUPA for UMTS. John Wiley & Sons, 2006.
- [7] G. Horváth, Cs. Vulkán, Throughput Analysis of the Proportional Fair Scheduler in HSDPA. In Jan Sykora, editor, Proc. European Wireless 2008 (EW2008).
- [8] P.J. Legg, Optimised lub Flow Control for UMTS HSDPA. Vehicular Technology Conference, VTC 2005-Spring, 30 May–1 June 2005. IEEE 61st, Vol. 4, pp.2389–2393.
- [9] Jitendra Padhye, Victor Firoiu, Don Towsley and Jim Kurose, Modeling TCP Throughput: a Simple Model and its Empirical Validation. Proc. of the ACM SIGCOMM '98 Conference on applications, technologies, architectures and protocols for computer communication, New York, Sept. 1998, ACM Press, pp.303–314.

Hírek

A Cisco Magyarország immár tizenegyedik alkalommal rendezte meg november 19-20. között a Cisco Expót, az év hálózati konferenciáját és kiállítását, az iparág szakembereinek és döntéshozóinak legjelentősebb hazai szakmai fórumát. Az idei Expo kiemelt témái – a hálózatokhoz kapcsolódó felhasználói trendeknek megfelelően – a videó, a virtualizáció és a kollaboráció voltak. Az Európa Kongresszusi Központban a két nap alatt több mint 60 előadás várta a résztvevőket. A kiállítás keretében több mint 10 standon jelentek meg a cég eszközeire épülő különböző – így például videó- és érintőképernyős – megoldások, emellett idén is felépült a Cisco City, amelyben a látogatók valóság-hű környezetben tekinthették meg és próbálhatták ki a legmodernebb hálózati megoldásokat egy bankfióktól kezdve az irodai környezeten keresztül az otthoni felhasználásig.

A T-Systems és a Cisco olyan közös innovatív technológiai megoldást dolgoztak ki, amelynek köszönhetően a most bejelentett „Compleo” szolgáltatási konstrukció új megközelítésbe helyezi az informatika alkalmazását a kis- és középvállalatok számára, mivel széles-sávú internetet, IP telefonszolgál-

tatást, alközponti és számítógépes hálózatüzemeltetést, biztonsági funkciókat és modern készülékeket nyújt kezdeti beruházás nélkül.

Évek óta sokat ismételt tény, hogy a kis- és középvállalatok hatékonyságának javításában az informatikának kulcsszerepe lehet, azonban a beruházás kezdeti költségigénye, az informatikai szakemberek hiánya és a jelentős szervezési erőforrásigény miatt a fejlesztések legtöbbször nem valósulnak meg. Mindezekre együtt adhat megoldást a T-Systems Cisco technológián alapuló új megoldása, mely a cégek néhány hét alatt hozzájuthatnak egy azonnal használatba vehető, komplett kommunikációs rendszerhez, havi általánysági díjas formában, a meglévő megoldás költségeinél körülbelül 20%-kal olcsóbban, hozzávetőlegesen munkaállomásonként 5-15 000 forintért a rendszer különböző paramétereitől függően. Mindezt az előfizető egy olyan egységes IP-alapú üzleti kommunikációs megoldást kap, amely magában egyesíti a szimmetrikus (2-10 Mbs) szélessávú internetkapcsolatot, a telefóniát, az egységes üzenetküldést, a hangpostát, az ügyfélkapcsolati alkalmazásokat, az audio- és videólehetőségeket, az interaktív konferenciamegoldásokat, illetve a je-

lenléti és mobilitási megoldásokat. A szolgáltatás már akár néhány alkalmazottal működő cég számára is hatékony megoldást biztosít.

Az egységes, IP alapú műszaki háttérből adódó további előny, hogy nem merülhetnek fel kompatibilitási problémák az egyes egységek között, a távfelügyelet révén csökken a rendszer leállításából adódó kiesés, a szolgáltatás rugalmasan módosítható a szervezeti változásoknak megfelelően és nem utolsósorban az üzleti folyamatok által igényelt adatbiztonsághoz, védelemhez és szabályozáshoz szükséges mélységi védelmet nyújtja. A szolgáltatás alapját jelentő Cisco UC 500 egységes kommunikációs rendszer lehetőséget teremt a cégek integrált hang-, videó- és adathálózati kialakítására. A szolgáltatás részeként telepített IP-telefonok segítségével nemcsak a hagyományos telefonszolgáltatások érhetőek el, hanem számos többletfunkció is, így például a személyes telefonkönyv, a hangposta, vagy a hívócsoportok kialakítása.

A korszerű IP-technológia lehetőséget nyújt további IP-alapú alkalmazások bevezetésére, mint a vállalati címtár-integráció, hangposta- és e-mail integráció, tárcsázás adatbázisból, táv- és csoportmunka, videotelefonálás.