

DSL hozzáférési hálózatokban alkalmazott csomagütemező sorbanállási modellezése és analízise

KÓRÖSI ATTILA, SZÉKELY BALÁZS

BME Matematikai Intézet, Sztohasztika Tanszék, {akorosi, szbalazs}@math.bme.hu

LUKOVSZKI CSABA, DANG DIHN TRANG

BME Távközlési és Médiainformaticai Tanszék, {lukovszki, trang}@tmit.bme.hu

Lektorált

Kulcsszavak: DSL, sorbanállásos modellek, csomagütemező

Jelen munkában azt tűztük ki célul, hogy leírjuk egy szigorú prioritáson alapuló DSL ütemező teljesítmény analízisét. A kapcsolódó csomag-szintű modell egy véges pufferes prioritásos sorbanállási rendszer elemzéséhez vezet, melyben az igények csoportokban érkeznek, és a pufferek telítődése esetében teljes vagy részleges visszautasítást alkalmaznak.

1. Bevezetés

Napjaink hozzáférési hálózataiban a DSL (Digital Subscriber Line) technológiák által nyújtott elérési fénykorát éli [1,2]. Habár az ezen technológiák által nyújtott sáv-szélesség egyre növekszik és ugyanakkor az elérési is egyre megbízhatóbbá válik, mégis többnyire ez az összeköttetés bizonyul a legszűkebb keresztmetszetnek. Következésképpen ez a hálózati szegmens a legfontosabb a biztosított minőségi szolgáltatások szempontjából.

A szolgáltatásbiztosításhoz vezető legrövidebb út a folyamatok osztályokba sorolásával valósítható meg. Ennek érdekében, ahogy ezt a 3GPP és ITU-T is javasolja, az igényeket négy különböző prioritású osztályba soroljuk a forgalmak QoS követelményeinek megfelelően. A kiszolgálás során a csomagok a különböző osztályokhoz rendelt pufferekben tárolódnak és többnyire az osztályok között szigorú prioritásos ütemezést használnak a csomagok kiszolgálására napjaink eszköz szintű megvalósításaiban [3].

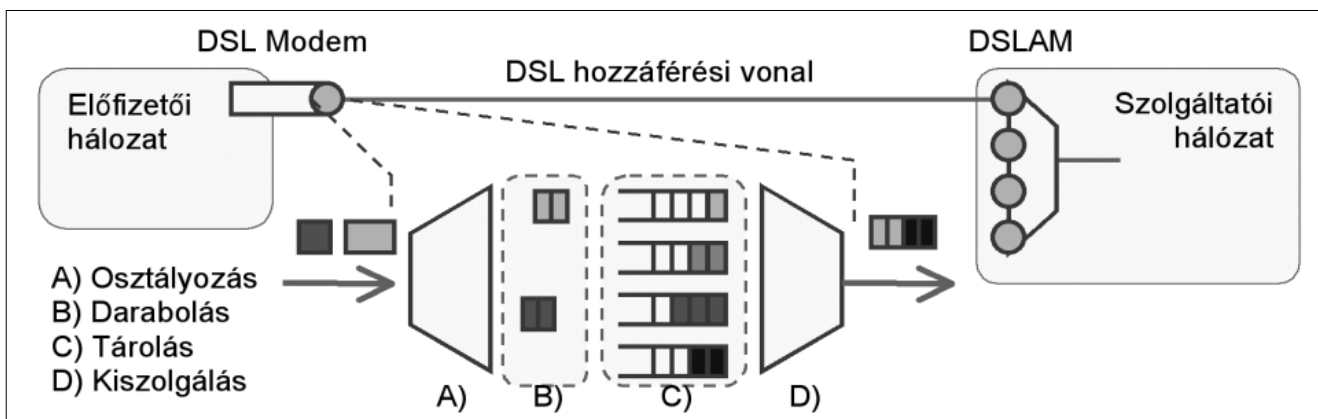
2. DSL-alapú hozzáférési hálózat

A DSL felhasználók DSL modemeket használva kapcsolódnak a hozzáférési hálózatba, melyek a DSLAM (DSL Access Multiplexer) eszközben aggregálódnak, ahogy ezt az 1. ábra is mutatja.

A DSL legújabb szabványai [1,2] két lehetőséget kínálnak a magasabb szintű csomagok továbbítására a DSL vonalon. Az ATM (Asynchronous Transfer Mode) alapú megoldással a DSL végpontok kisebb cellákba szegmentálják az átküldendő magasabb szintű IP vagy Ethernet csomagokat.

Ezen cellák 53 bájtosak, melyből 5 bájttal a fejléc, és további 48 bájttal a tiszta adat. Ez úgy valósul meg, hogy a SAR (Segmentation and Reassembly) alrétteg a már AAL5 (ATM Adaptation Layer 5)-ös keretbe ágyazott magasabb szintű csomagokat ATM cellákba darabolja, még azelőtt hogy az adatokat átküldené a fizikai vonalon. Az ATM cellái kicsik a többi hasonló rendeltetésű rendszerhez képest és pontosan ezért képes egyidejűleg akár hangot, videót és egyéb dokumentumot is hatékonyan átvinni. Mindezek mellett az ATM alapú átvitelben használt PVC (Permanent Virtual Circuit) megoldás alkalmazása biztosít arról, hogy az átjutó adatfolyamból szétválaszthatók legyenek az eredeti adatok. A módszer rossz hatékonysága a fejlécek méretéből fakad, ugyanis egy, az IP kommunikáció során gyakran használt 64 bájtos Ethernet-keretet csak két részletben lehet átvinni, az egyik 48 bájttal + 5 bájttal hosszúságú, a másik fele 16 bájttal + 5 bájttal. Mivel az AAL5 szegmentá-

1. ábra
DSL előfizetői vonalak aggregációja és csomagszintű modellje napjaink hozzáférési hálózataiban



lás miatt a második cella megmaradó részét sem lehet másik csomaggal feltölteni, a 64 bájttal átviteléhez összesen 106 bájttal átvitele szükséges, ami megközelítőleg 60%-os kihasználtságot eredményez erre a csomagméretre.

Ezzel szemben az Ethernet alapú DSL technológiák egyik legfontosabb újítása a 64/65-ös beágyazás, vagyis 64 bájttal információ mellé csak egy bájttal fejléc kerül. IEEE 802.3ah egy speciális Ethernet PTM-TC (Packet Transmission Mode – Transmission Convergence) megoldást definiál, mely 64/65-ös darabolást végez a magasabb szintű csomagokon. A fenti 64 bájttal átviteléhez ebben az opcióban csak 65 bájttal adatot kell átvinni a fizikai vonalon. Mivel a PTM-TC lényegesen hatékonyabb és a modern IP alapú hozzáférési hálózatokkal való együttműködése is könnyebben kezelhető, minden valószínűség szerint, a VDSL2 elterjedésével az Ethernet-alapú átvitel fog elterjedni az ATM ellenében. Mindkét esetre alkalmazható a modell, miszerint a magasabb rétegekből érkező csomag kisebb adategységekre darabolódik és ezek a szegmensek a QoS paramétereiknek megfelelő pufferben tárolódnak, miként az az első ábrán is látható. Ez a darabolási eljárás megoldja azt a problémát, mely során a magasabb prioritású csomagoknak meg kell várniuk a nagyméretű alacsonyabb prioritású csomagok teljes kiszolgálódását, ami jelentős késleltetést jelent a magasabb prioritású csomagok átvitelében.

3. Prioritásos sorbanállási rendszerek elmélete

A fent bemutatott ütemező modellezhető egy szigorú prioritást használó sorbanállási rendszerrel. Habár a prioritásos sorok tanulmányozása még mindig népszerű része a sorbanállási rendszereknek, a véges pufferekkel és borszt érkezéssel működő rendszerek pontos leírására eddig nem született eredmény.

A kiszolgálási rendszerek témakörében született monográfiák, például Kleinrock [4] és Tejms [5] nem érintik ezen dolgozatban tárgyalt prioritással rendelkező rendszereket. Daigle [6] 2005-ben megjelent monográfiájában végtelen pufferes, prioritásos rendszerek esetén meghatározta a várakozó csomagok számának, és a várakozási időnek a generátor függvényét. Továbbá ezen mennyiségek várható értékére vezetett le formulákat.

Végtelen pufferek feltételezése sok esetben egyszerűsítést jelent, mert a matematikai eszközök hatékonyabbak ilyen struktúrákon, így tömörebb, sok esetben zárt formulákat kaphatunk eredményül. Mivel a felhasználását tekintve általában nagy pufferek fordulnak elő, ezért jól lehet közelíteni a véges pufferes értékeket a végtelen pufferes megfelelőjéből kiszámolt értékekkel. Takács Lajos [7] korai munkájában, amelyben Poisson beérkezéssel számolt, szükséges és elégséges feltételt adott a várakozási idők stacionárius határeloszlására, majd ezen határeloszlásnak a Laplace-transzfor-

máltjának a segítségével kiszámolta az első három momentumát. 1972-ben Hooke [8] két csatorna esetén az alacsonyabb prioritású osztály várakozási idejére és a teljes rendszerben várakozó csomagok számára bizonyított határeloszlás tételt Laplace-Stieltjes transzformált segítségével. 1999-ben T. Takine [9] munkájában a beérkezések Markov-folyamatot, a kiszolgálási idők általános eloszlást követnek. Generátor függvény módszer és mátrix analízis segítségével meghatározta a sor hosszúságok marginális eloszlását, illetve Laplace-Stieltjes transzformált segítségével elemezte a várakozási idők eloszlását.

2005-ben Xue és Alfa [10] munkájukban szintén Markov-folyamat szerinti beérkezést feltételeztek, továbbá a legfelső csatornába borsztökből érkeztek a csomagok. Eredményeik két csatornás rendszerekre vonatkoztak. Elégséges feltételt adtak arra nézve, hogy a várakozó csomagok száma aszimptotikusan geometriai eloszlás legyen. Ezen feltétel mellett hatékony módszert adtak a veszteségi valószínűségek meghatározására. Alfa, Liu és He [11] mátrix geometria módszerrel adtak megoldást egyszerű, markovi beérkezés esetén a rendszer stacionárius eloszlására.

A számítási igények lerövidítése a célja Van der Heijden, van Harten és Sleptchenko [12] munkájának. Írásukban megmutatnak egy módszert, amelyben egy N soros rendszer vizsgálatát visszavezetik N darab két soros rendszer vizsgálatára. Lényegében a második sorba aggregálják az összes többi, és azt közelítik hiperexponenciális eloszlással.

A véges pufferes rendszerrel foglalkozott Sharma és Virtamo [13]. Két sort, Poisson érkezést, folytonos borszt méret eloszlást és tetszőleges kiszolgálást feltételezve. Algoritmust mutattak stacionárius eloszlás kiszámolására, majd határeloszlás tételekre alapozva meghatározták a várakozási idő eloszlását és a csomagvesztések valószínűségeit.

4. A sorbanállási modell

A fentiekben leírt, DSL hálózatok csomagütemezési és kiszolgálási modellje visszavezethető egy sorbanállási rendszer analízisére. Tekintsünk egy kiszolgálós prioritásos sorbanállási rendszert állandó kiszolgálási sebességgel (V bit/s). Egy ilyen rendszerben az ütemezés miatt csak akkor választ kiszolgálandó igényt alacsonyabb pufferből, ha már az összes magasabb prioritású tároló üres. A rendszer nem-megszakításos elvvel (non-preemptive principle, NPRP) működik, ami azt jelenti, hogy egy kiszolgálás alatt álló igény kiszolgálása nem megszakítható.

Feltételezzük, hogy adott rendszernek I darab prioritásos csatornája van, ahol a kisebb indexű csatorna nagyobb prioritást jelöl. Minden egyes csatorna véges pufferrel rendelkezik, amelyeknek hossza rendre $b^{(i)}$, $i = 1, 2, \dots, I$. A pufferekben levő csomagok FCFS (First Come, First Served) elvvel szolgálandó ki. Az igények a rendszerhez borsztökből érkeznek, amelyek a beérke-

ző csomagok szegmenseit reprezentálják. A borsztök beérkezése Poisson-eloszlás szerint történik $\lambda^{(i)}$, $i = 1, 2, \dots, I$ intenzitással. A borsztök mérete diszkrét $X^{(i)}$ eloszlást követ. Modellünkben ez az eloszlás csatornánként különböző lehet. Egy borszt tetszőleges számú szegmenst tartalmazhat, amelyeknek mérete állandó (L bit). A rendszer teljes vagy részleges visszautasítást alkalmaz, azaz ha egy érkező borszt nem fér a megfelelő pufferbe, akkor az egész borszt eldobódik (teljes visszautasítás), illetve a rendszer feltölti szegmensekkel a puffert és csak a maradék dobódik el (részleges visszautasítás). A rendszer stabilitásának feltétele, hogy $\sum L \cdot \mathbf{E}X^{(i)} \cdot \lambda^{(i)} \leq V$ korlát teljesüljön.

A fentiekben leírt rendszer-modell illusztrációja a 2. ábrán látható.

5. A modell matematikai feldolgozása

Mivel a teljes rendszer leírása kezelhetetlenül nagy állapotteret eredményezne, első lépésként a bemutatott állandó sebességű I sorból álló sorbanállási rendszert visszavezetjük I darab $M_x/G/1/b$ sorra. Ebben az esetben a korábbi fix (L/V) kiszolgálási idő helyett általános kiszolgálási idő eloszlást feltételezünk, mely kiszolgálási idő az adott sorra van vonatkoztatva. Ehhez figyeljük meg a rendszer működését az i -edik sor szemszögéből. A borsztök L -méretű szegmensekből épülnek fel, és $\lambda^{(i)}$ paraméterű Poisson-folyamat szerint érkeznek.

A létrehozott I darab új sorban ezek után a kiszolgálási idő nem egy szegmens kiszolgálási idejét jelenti, hanem az adott sorra azt az időt, amely egy i -dik sorból választott igény kiszolgálásának megkezdése és a következő olyan időpillanat között telik el, amikor a kiszolgáló újra kész az i -edik sorból származó igény kiszolgálására. Ez az idő magában foglalja azokat az időket is, amelyek azzal telnek el, hogy az adott sor két szegmensének a kiszolgálása között a rendszer kiszolgálja az időközben érkezett magasabb prioritású szegmenseket. Ezt a kiszolgálási időt a továbbiakban jelöljük $S^{(i)}$ -vel. A rendszer megoldásához rekurziót használtunk az $S^{(i)}$ idők eloszlására, mely az előző sor kiszolgálási idején és foglaltsági idején ($T^{(i)}$) alapszik:

$$S^{(i+1)} = S^{(i)} + T^{(i)} [N^{(i)}(S^{(i)})], \quad i = 1, 2, K, I.$$

A továbbiakban a rendszer teljes leírásához szükségünk van még az üres sorba érkező borsztök első szegmensének a kiszolgálási idejére (S^*). Ez a valószínűségi változó függ a többi sor állapotától, ennek a kezelése egy, a fentihez hasonló, de bonyolultabb rekurzióval megoldható.

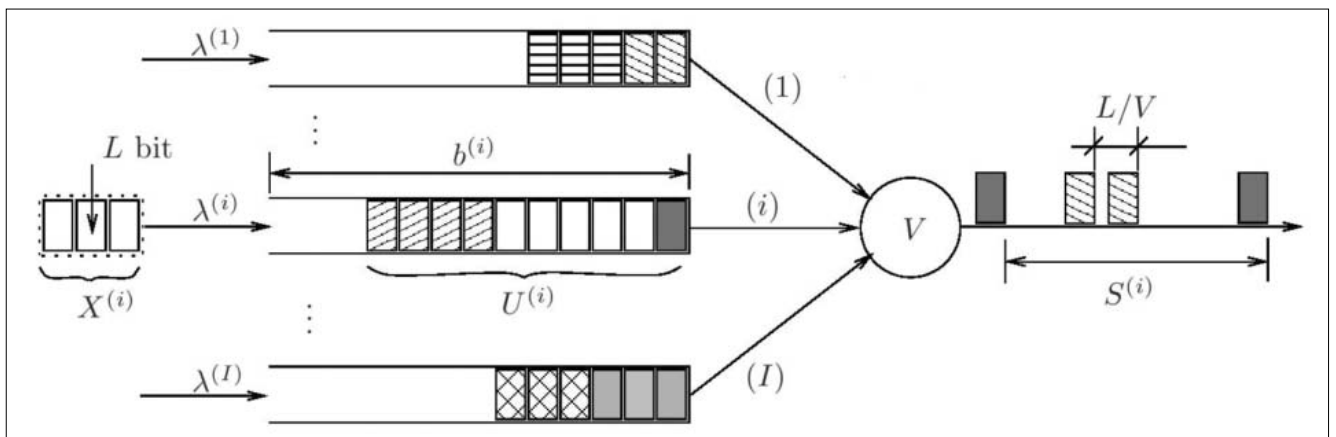
Következő lépésként meghatározzuk egy speciális első kiszolgálási idővel ellátott $M/G/1/b$ sor hosszú távú átlagos eloszlását. Annak a valószínűségét, hogy j szegmens van a sorban jelöljük p_j -vel, és a j szegmenshez tartozó állapotban töltött időhányad határértékével definiáljuk. Ennek a valószínűségnek a meghatározásához a felújítási folyamatok elméletét alkalmazzuk, pontosabban felosztjuk az egész idő intervallumot az adott sor kiszolgálási időire és megvizsgáljuk, egy kiszolgálási idő alatt mennyi időt tölt a rendszer j szegmessel a sorban. Ennek a várható értékét annak a függvényében számoljuk ki, hogy a kiszolgálás legelején hány szegmens volt a sorban. Jelöljük $t_{i,j}$ -vel azt a várható értéket, amely azt fejezi ki, hogy amennyiben i szegmens volt a kiszolgálás megkezdésekor a sorban, akkor várhatóan mennyi időt tölt a kiszolgálás alatt j állapotban.

Ahhoz, hogy megkapjuk p_j értékét, $t_{i,j}$ értékeket súlyoznunk kell annak a valószínűségével, hogy a kiszolgálás i szegmessel kezdődött. Ennek megoldásához felírjuk azt a Markov-láncot, amelynek az állapotai a kiszolgálások elején a sorban lévő szegmensek száma. Ehhez szükséges a Markov-lánc állapotátmeneti mátrixa, ami könnyen számolható, ezek után egyszerűen adódik a stacionárius eloszlása (\mathbf{d}), ami pont azt fejezi ki, hogy milyen valószínűséggel kezd i szegmessel egy kiszolgálási idő. A fenti gondolatmenet a következő képletet adja:

$$p_j = \frac{d_0 t_{0,j} + d_1 t_{1,j} + L d_b t_{b,j} + d_{x_1} t_{x_1,j} + L + d_{x_i} t_{x_i,j}}{d_0 \frac{1}{\lambda} + (d_1 + L d_b) \mathbf{E}S + (d_{x_1} + L + d_{x_i}) \mathbf{E}S^*}$$

A $t_{i,j}$ -k számolásának az alapötlete az, hogy ha már a pufferben van j szegmens, akkor ez csak kétféleképpen változhat meg, vagy érkezik egy új borszt, amiből kerül szegmens a pufferbe, vagy véget ér a kiszolgálás és eggyel csökken a szegmensek száma a pufferben.

2. ábra A sorbanállási modell



Új borszt beérkezéséig exponenciális ideig kell várunk, továbbá a kiszolgálás végéig hátralévő idő eloszlását ki lehet számolni i és j függvényében. $t_{i,j}$ ennek a két mennyiség minimumának a várható értéke.

A várakozási időre a fenti eredményeket figyelembe véve könnyen adódik az alábbi összefüggés:

$$W = R + \sum_{k=1}^U S_k + \sum_{k=U+1}^{U+X-1} S_k + \frac{L}{V}.$$

Ennek jelentése az, hogy a borszt X szegmensen érkezik a sorba, ahol már U szegmens várakozik. Ekkor a borszt teljes kiszolgálásáig meg kell várni az aktuális kiszolgálásból még hátralévő időt (R), a sorban már korábban is várakozó U szegmens kiszolgálását, a saját szegmensei közül az első $X-1$ teljes kiszolgálási idejét és végül az utolsó szegmens kiszolgálását, amely L/V . Mivel ezek az idők függetlenek, egy egyszerű véletlen tagszámú konvolúciót kell alkalmazni, ahol a tagszám eloszlása ismert. Megjegyezzük, hogy az R eloszlásának a számolása nagyon hasonló a $t_{i,j}$ számolásához, azonban R azt fejezi ki, hogy ha j szegmens van a pufferben és előbb érkezik borszt, mint vége lenne a kiszolgálásnak, akkor mennyi idő marad hátra a kiszolgálásból a borszt érkezése után.

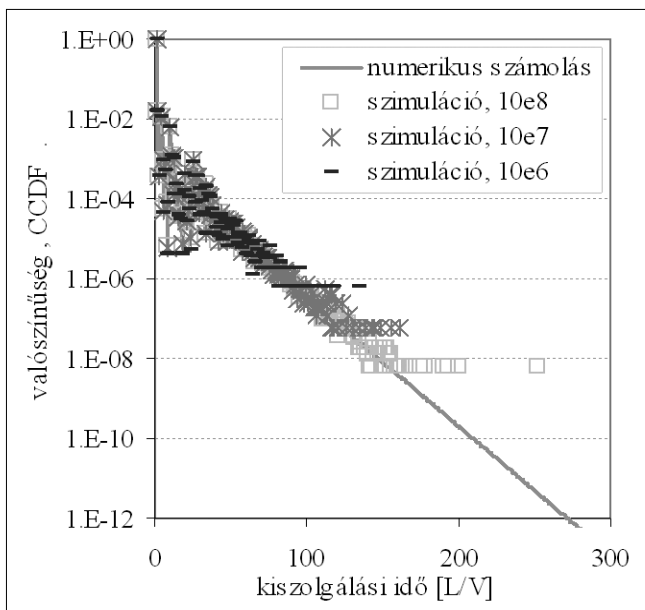
A visszautasítási valószínűség kiszámolás egyszerű a sorhossz eloszlás ismeretében:

$$P_{rej} = \sum P(U = j) P(X > b - j)$$

A két különböző visszautasítási szabály alkalmazása az algoritmusokban két fontos különbséget eredményez. Az első abban a mátrixban van, amely egy borszt beérkezése esetén a sorhossz változás valószínűségeit mutatja. Ezt a mátrixot felhasználjuk a kiszolgálási idő eloszlásának és a fent említett Markov-lánc stacionárius eloszlásának a meghatározásához is. Emellett a másik különbség a $t_{i,j}$ és R számolásával kapcsolatos, ugyanis mindkét mennyiség meghatározásában szere-

3. ábra

A kiszolgálási idő numerikus és szimulációs eredményei



pet játszik egy exponenciális idő, amely azt mondja meg, hogy ha j szegmens van a sorban, akkor mennyi idő múlva érkezik a pufferbe új szegmens. A különbség abban jelentkezik, hogy teljes visszautasítást alkalmazva új borszt érkezés esetén csak akkor kerül szegmens a sorba, ha a borszt teljes egészében befér, tehát ebben az esetben a kérdéses exponenciális idő paramétere nagy j esetén eltér a sorhoz tartozó paramétertől. Azonban részleges visszautasítás esetén, amennyiben nincs tele a puffer és érkezik borszt, akkor kerül új szegmens a sorba. Ezért ebben az esetben, ha nincs tele a puffer, akkor a beérkezés intenzitása minden állapotra megegyezik a sorhoz tartozó beérkezési intenzitással.

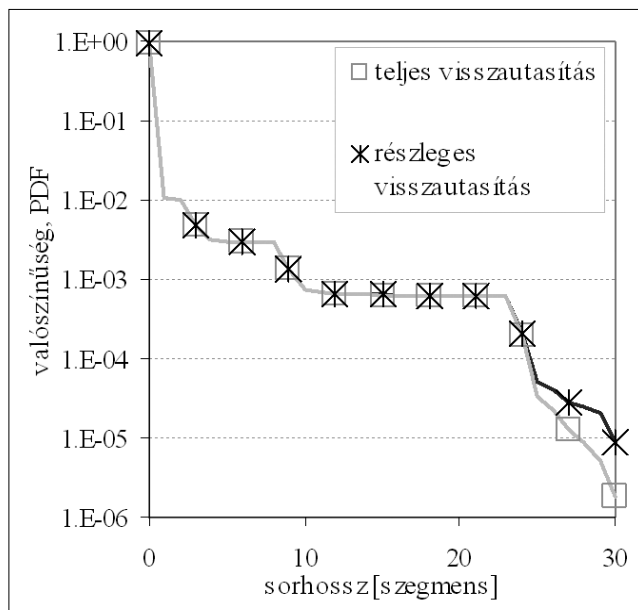
6. Numerikus eredmények

Az előző fejezetben vázolt numerikus algoritmust implementáltuk C nyelvben, és hogy igazoljuk az analízisünk helyességét, valamint pontosságát szimulációs eredményekkel hasonlítottuk össze. A rendszer paramétereit valósághoz közelinek választottuk, a rendszer bemeneti forgalmát a kimeneti link kapacitáshoz mérten 50%, 70% és 90%-ra választottuk, a négy csatorna között felosztva 4%, 12%, 24% és 60% arányban. A csomagméreteket az első sorban hang forgalomnak megfelelően, a többiben internet forgalmat empirikusan leíró IMIX modell alapján választottuk. Továbbá fontos megjegyezni, hogy a numerikus analízis során a végtelen összegzések helyett az eloszlásokat 10^6 hibahatárral számoltuk.

A 3. ábrán azt láthatjuk, ahogy a szimulációs eredmények egyre jobban közelítik a numerikus eredményeket. Az eredmény a negyedik csatorna kiszolgálási idejének komplementer eloszlása van ábrázolva 90%-os terheltség mellett. A numerikus eredmények mellett a szimulációs eredményeket is ábrázoltuk 10^6 , 10^7 , illetve 10^8 csomag beérkezésére.

4. ábra

Sorhossz eloszlás teljes és részleges visszautasítás esetén



Összehasonlításként elmondhatjuk, hogy pontosságban a numerikus eredmények messze felülmúlják a szimulációs eredményeket, hiszen az ábrázolt tartományban a numerikus eredmények 10^{12} csomag beérkezésből számított eloszlás pontosságának felelnek meg.

A 4. ábrán a teljes és részleges visszautasítás közötti különbség látható a sorhossz valószínűségeket ábrázolva a második csatornára 50%-os terhelés mellett. Egyértelműen látható a különbség a két eloszlás közelében a puffer telítettség határán, ugyanis részleges visszautasítás esetében a maradék szegmensek bekerülnek a pufferbe ezzel növelve a valószínűséget a puffer méret közeli tartományban.

Az 5. és 6. ábrán a várakozási idő eloszlása látható mind teljes mind részleges visszautasítás esetén. Az 5. ábrán nem látható közöttük nagy különbség, de ha közelebről megvizsgáljuk, mint ahogy az a 6. ábrán is látszik, a teljes visszautasítás eloszlás-függvénye a részleges fölött van.

Irodalom

[1] Asymmetric digital subscriber line (ADSL) transceivers – extended bandwidth adsl2 (ADSL2+), ITU-T, Recommendation G.992.5., 2005.
 [2] Very high speed digital subscriber line transceivers 2 (VDSL2), ITU-T, Recommendation G.993.2., 2006.
 [3] T. Orphanoudakis, S. Perissakis, K. Pramataris, N. Nikolaou, N. Zervos, M. Steck, C. Baumhof, D. Verkest, C. Ykman-Couvreur, G. Doumenis, F. Karoubalis, I. Theologitou, D. Reisis, G. Konstantoulakis, N. Vogiatzis, Hardware Architectures for the Efficient Implementation of Multi-Service Broadband Access and Multimedia Home Networks,

Telecommunication Systems, Springer Netherlands, 23(3-4), pp.351–367.
 [4] Kleinrock, L., Queueing Systems, Vol. II, Computer Applications, Wiley, New York, 1976.
 [5] Tijms, H. C., A First Course in Stochastic Models, John Wiley & Sons, 2003.
 [6] Daigle, J. N., Queueing Theory with Applications to Packet Telecommunication, Springer, 2005.
 [7] Takács, L., Priority queues, Operations Res. 12, pp.63–74., 1964.
 [8] Hooke, J. A., Some heavy-traffic limit theorems for a priority queue with general arrivals, Operations Res. 20, pp.381–388., 1972.
 [9] Takine, T., Hasegawa, T., The nonpreemptive priority MAP/G/1 queue, Operations Research 47(6), pp.917–927., 1999.
 [10] Xue, J., Alfa, A. S., Tail probability of low-priority queue length in a discrete-time priority BMAP/PH/1 queue, Stoch. Models 21(2-3), pp.799–820., 2005.
 [11] Alfa, A., Liu, B. & HE, Q., Discrete-time analysis of MAP/PH/1 multiclass general preemptive priority queue, Naval Research Logistics 50, pp.662–682., 2003.
 [12] van der Heijden, M., van Harten, A., Sleptchenko, A., Approximations for Markovian multi-class queues with preemptive priorities, Oper. Res. Lett. 32(3), pp.273–282., 2004.
 [13] Sharma, V, Virtamo, J. T., A finite buffer queue with priorities, Performance Evaluation 47, pp.1–22., 2002.

5. és 6. ábra Várakozási idő eloszlása teljes és részleges visszautasítás esetén

