



Budapesti Műszaki és Gazdaságtudományi Egyetem

A TCP protokoll dinamikájának modellezése és differenciált szolgáltatások megvalósítása TCP/IP hálózatokban

Veres András

Távközlési és Médiainformatikai Tanszék
Budapesti Műszaki és Gazdaságtudományi Egyetem

Tézisfüzet

Konzulensek:

Halász Edit, Ph.D.

Távközlési és Médiainformatikai Tanszék
Budapesti Műszaki és Gazdaságtudományi Egyetem

Andrew T. Campbell, Ph.D.

Department of Electrical Engineering
Columbia University, New York, USA

Molnár Sándor, Ph.D.

Távközlési és Médiainformatikai Tanszék
Budapesti Műszaki és Gazdaságtudományi Egyetem

Tartalomjegyzék

1. Bevezető	3
2. A disszertáció céljai	3
3. Módszertan	4
4. Új eredmények	5
I. A TCP torlódásszabályozásának kaotikus viselkedése [J4, C2, W3]	5
II. Az ön hasonlóság terjedése az Interneten [J2, C3, W2]	9
III. Differenciált szolgáltatás hálózatok erőforrásmenedzsmentje [C1, C4, P3, W1] .	14
IV. Különböző szintű szolgáltatások (DiffServ) megvalósítása vezeték nélküli adat- hálózatokban [J1, C5, W4]	20
5. Az eredmények alkalmazása	23

1. Bevezető

Az utóbbi években az Internet és annak protokollja a TCP/IP szinte példátlan mértékben változtatta meg az információszerezés és kommunikáció módját. Az Internet ma már egy globális hálózat, melyet felhasználók milliói használnak. Ugyanakkor az Internet tervezéséhez még mindig nem állnak rendelkezésre elegendően pontos analitikus modellek. A hálózatok tervezése ezért ma is leginkább heurisztikus módszereken és túlméretezésen alapul. Ezek a módszerek természetesen nem költséghatékonyak.

A ma használt analitikus módszerek hátránya, hogy túl sok egyszerűsítést tartalmaznak, ezért ezeket a gyakorlatban csak korlátozottan lehet használni. A hálózatméretező módszerek például általában vagy determinisztikus korlátokat, vagy túl szigorú statisztikai jellemzőket feltételeznek. Ilyen jellemzők például: azonos eloszlással rendelkeznek, csak rövidtávon összefüggők, vagy paraméteres eloszlásnak kell megfelelniük, stb. A valódi hálózatokban végzett mérések azonban bizonyították, hogy a forgalomforrások nem írhatók le egyszerű paraméterekkel, és a fent említett statisztikai tulajdonságok általában nem teljesülnek [LTWW93, CrBe96, CTB96, PaF195].

Az ismert forgalommodellek ezen kívül általában feltételezik, hogy a forgalomforrásokat el lehet különíteni a hálózati elemektől. Ez a megközelítés is hamisnak bizonyult az Internet esetében. A hálózatban olyan komplikált, visszacsatolással működő algoritmusok vannak jelen, amik a források viselkedését a hálózati elemekhez kötik. A legfontosabb ilyen algoritmus a TCP protokoll, ami a teljes Internetes forgalom több mint 90%-át vezérli. A TCP visszacsatolással működő algoritmusának dinamikáját még mindig kevésbé ismerjük, bár több fontos eredményt már publikáltak ezen a területen [MSMO97, PFTK98]. Ezek az eredmények azonban egyelőre nem általánosíthatók gyakorlati esetekre, mint pl. hálózatok tervezésére.

A hálózat megfelelő tervezése csak az első lépés ahhoz, hogy garantálni lehessen a szolgáltatások minőségét. Különösen igaz ez a vezeték nélküli hálózatokban, ahol a kapacitás is változó, és ezért speciális menedzsmentet igényelnek. Rádiós környezetben a kommunikáló berendezéseknek hatékonyan kell együttműködniük annak érdekében, hogy a rádiós kapacitást optimálisan osszák meg egymás között, hogy az interferencia, és az adatcsomagok ütközése következtében szükséges újraküldések aránya minél kisebb legyen. Az ma gyakorlatban alkalmazott megoldások mind szigorúan központosított algoritmusokra épülnek [MoPa92, GPRS, NLB99]. Ez a centralizált megközelítés azonban nem optimális ad-hoc hálózatokban vagy nehezen megjósolható igények esetén, mint ami például akkor lép fel, ha a forgalomforrások függenek a hálózat állapotától és viszont.

Összefoglalásképpen, ebben a disszertációban azt állítom, hogy a mainál jobb erőforrás-menedzsment elérése érdekében jobban meg kell ismernünk a forgalomforrások és hálózati eszközök együttes működését az adaptív algoritmusok modellezésén keresztül.

2. A disszertáció céljai

A disszertáció első célja, hogy statisztikai módszerekkel megvizsgáljam a TCP kapcsolatok között kialakuló, a hálózati erőforrásokért vívott versenyt. A jelenlegi hívásszabályozási módszerek figyelmen kívül hagyják ezt a jelenséget, és az az általános szemlélet, hogy a TCP protokoll

csak rövid távon befolyásolja a forgalom jellemzőit. Ezzel szemben, azt állítom, hogy ez az állítás nem bizonyított, és a TCP-nek lehet nagy időskálán is befolyása a forgalomra.

Erre a vizsgálatra alapulva, a disszertációm második célja, hogy jobb minőségbiztosítási módszereket dolgozzam ki, amelyek robusztusabbak és hatékonyabbak a jelenlegiekénél. Ebben a disszertációban külön módszereket dolgoztam ki a vezetékes és vezeték nélküli hálózatokra, figyelembe véve azok különleges követelményeit. Ugyanakkor a vezetékes és vezeték nélküli hálózatok ugyanazokat a magasabb rétegbeli protokollokat használják, mint amilyen pl. a TCP protokoll is.

Tételesen a következő célokat tűztem ki a disszertációban:

- A TCP protokoll dinamikájának analízise miközben azok egymással versengenek.
- A TCP adaptálódásának jellemzése különös tekintettel az önhasznó forgalom esetére.
- Hatékony erőforrásmenedzsment-algoritmusok kidolgozása vezetékes és vezeték nélküli hálózatokban a fenti tulajdonságok figyelembevételével.

3. Módszertan

Az előzőekben ismertetett célok eléréséhez matematikai modellezés, hálózatszimuláció és hálózati mérések kombinációját használtam.

A legfontosabb módszer a matematikai modellezés volt, hogy stabil állapot tudjak lefektetni a gyakorlati módszerek kidolgozásához. A TCP működésének vizsgálatában alkalmazott matematikai eszközök többek között: *káoszelmélet, fraktálmélet és szabályozásmélet*. A DiffServ garanciák kidolgozásához *Chernoff tételeit* alkalmaztam.

A matematikai analízis mindig a valóság egy egyszerűsített modelljét használja, ezért, hogy elkerüljem az ebből eredő hibákat, külön gondot fordítottam arra, hogy minden matematikai eredményt ellenőrizsek szimuláció vagy valós hálózati mérések segítségével, amikor az lehetségesnek bizonyult.

A szimulációs analízisek és mérések segítettek abban, hogy a matematikai modellek egyszerűsítéseit nagyban kiküszöböljem. A szimulációk lehetővé tették, hogy egy jól ellenőrizhető esetet sokszor lefuttassak tetszőleges paraméterekkel. Szimulációkat három fejezetben is használtam. Részletes *TCP szimulációs modellt* használtam a TCP dinamikájának vizsgálatokor. A vezeték nélküli DiffServ hálózatok analíziséhez kombináltam a *TCP szimulációs modellt* a *802.11 DCF MAC* modelljével és egy egyszerűsített *rádiócsatorna-modellel*. Az összes szimulációhoz ugyanazt az NS szimulációs platformot használtam [NS].

Hogy megbizonyosodjam arról, hogy az analizált esetek és paraméterek megfelelnek a gyakorlatban tapasztaltaknak, méréseket végeztem valós hálózatokban is. A mérések a következők voltak: (i) *WAN Internetes mérések* a Columbia University és az Ericsson Magyarország, illetve számos európai, ausztráliai és amerikai szerver között, (ii) *modemes mérések* az Ericsson Magyarországnál, és (iii) az általunk épített speciális *vezeték nélküli LAN* kísérleti hálózatban, ami a COMET laboratóriumban található (Columbia University, New York).

4. Új eredmények

I. A TCP torlódásszabályozásának kaotikus viselkedése [J4, C2, W3]

A TCP protokollt eddig sztochasztikus modellekkel analizálták [MSMO97] [PFTK98] [Mor97]. Ebben a disszertációban egy új, determinisztikus megközelítést javasoltam. Ezzel a módszerrel olyan jelenségeket is sikerrel tudtam megmagyarázni, amelyeket a sztochasztikus modellek nem voltak képesek leírni. Legfontosabb eredményem, hogy demonstráltam, hogy a TCP protokoll, miközben erőforrásokért verseng, determinisztikus káoszt kelt.

Analizáltam a TCP által keltett káosz legfontosabb jellemzőit:

- Rekonstruáltam a versengő TCP-k attraktorát és megmutattam, hogy annak fraktál dimenziója lehet bizonyos feltételek mellett.
- Megmutattam, hogy a kaotikus hálózat rendkívül érzékeny a kiinduló paraméterekre.
- Demonstráltam a kaotikus és a nem kaotikus állapotok közötti átmenetet.
- Megmutattam, hogy a TCP dinamikája bizonyos feltételek mellett önhasonló forgalmat okozhat.

1.1 Versengő TCP-k attraktorának rekonstrukciója és analízise [C2, W3], Ch.2.2¹

Bemutattam egy olyan módszert, amivel vizualizálni lehet egy két TCP-ből álló rendszer attraktorát. A rendszer jellemzői: véges memóriájú puffer (B csomag), a szűk keresztmetszetű vonal sebessége (C). Az attraktor rekonstrukálásához a rendszer adott idővel eltolt korábbi állapotváltozóit használtam fel. Ez az állapotváltozó a TCP torlódásszabályozási ablakának mérete volt (TCP congestion window, $cwnd$).

Így egy sokdimenziós vektort kapunk, amit a kétdimenziós síkra vetítünk az értékek átlagolásával a következő módon: $\hat{X} = 1/n(x_t + x_{t-\delta t} + \dots)$. Az eredményül kapott grafikont az alábbi képlet határozza meg:

$$x[i] = \frac{1}{n} \sum_{j=1}^n cwnd_x[i-j] \quad (1)$$

$$y[i] = \frac{1}{n} \sum_{j=1}^n cwnd_y[i-j] \quad (2)$$

ahol x és y jelöli a két TCP-t. n vezérli az időskálát, hogy milyen régi $cwnd$ értékeket veszünk figyelembe.

Ennek az új módszernek a következő jellemzői és előnyei vannak:

- Korábbi módszerek mindig az időbeli változásait vizsgálták a TCP-nek, ez a módszer a fázistérben teszi lehetővé az analízist.

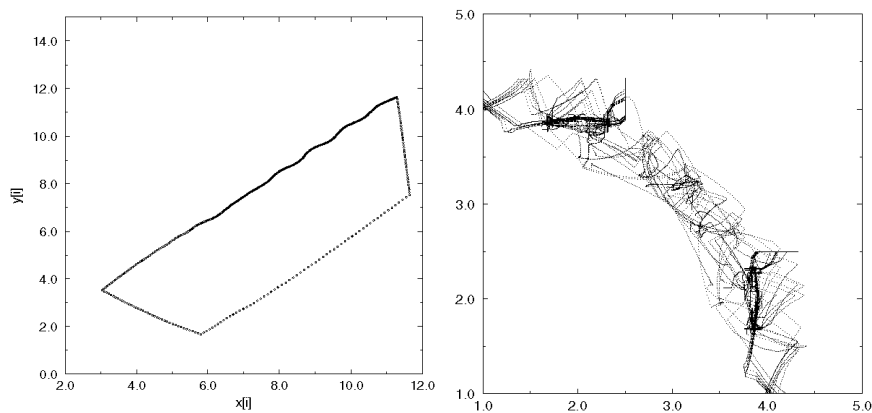
¹Nemzetközi, bírált konferenciapublikációk jelölése C', folyóiratban megjelentek 'J', nem teljes cikk alapján bíráltak 'W', szabványosításhoz benyújtott, ill. szabadalmak 'P'. Dőlt betű jelöli a fejezetszámot a disszertációban.

- A TCP attraktorának rekonstruálását egy TCP állapotparaméter megfigyelésével egyszerűen elvégezhetjük.
- Ezzel a módszerrel a periodikus rendszerek megkülönböztethetők a nem periodikusaktól, mivel a periodikus rendszereket a fázistérben egy zárt hurok reprezentál.
- Megmutattam, hogy noha a rendszer teljesen determinisztikus, bizonyos paraméterek mellett a rendszer átvált aperiodikussá és az attraktor dimenziója tört értékkel jellemezhető $1 < D < 2$.

A módszer értékeléséhez szimulációkat és laboratóriumi kísérleteket vettem igénybe:

- Szimulációval vizsgáltam az attraktort többféle hálózati konfiguráció esetén. (Lásd az 1. ábrát.)
- Megmutattam, hogy a periodikus és aperiodikus viselkedés nem csak szimulációban jelenik meg, hanem valódi hálózatban is. Négy különböző konfigurációt vizsgáltam, ezek demonstrálták a stabil periodikus, a kezdeti paraméterekre érzékeny, a káosz határán levő, ill. aperiodikus, kaotikus viselkedést hosszú távú összefüggéssel (Long Range Dependence, LRD).

Az 1a. ábra mutatja egy periodikus rendszer viselkedését a fázistérben. Látható, hogy egy ilyen rendszert egy zárt hurok reprezentál. Az 1b. ábrán egy aperiodikus, kaotikus rendszer látható.



(a) Periodikus attraktor. $C = 0.2$ Mbps, $d = 10$ ms, $B = 20$ csomag, $n = 100$

(b) Kaotikus attraktor. $C = 0.1$ Mbps, $d = 10$ ms, $B = 4$ csomag, $n = 300$

1. ábra. Két TCP-ből álló rendszerek attraktora.

1.2 TCP/IP hálózatok érzékenységvizsgálata [J4, C2, W3], Ch.2.4

Meghatároztam egy olyan új mértéket, amely alkalmas a TCP/IP hálózatok érzékenységének jellemzésére. Javasoltam egy olyan módszert, amivel ez a mérték meghatározható irányított szimulációk és számítások sorozatának végrehajtása útján. A vizsgálatok segítségével megmutattam, hogy bizonyos körülmények között a TCP/IP hálózatok kis mértékű beavatkozások segítségével befolyásolhatók és ez az érzékenység számszerűsíthető.

Az irányított szimulációkra és számításokra épülő módszer rövid leírása:

- Ugyanazt a konfigurációt szimuláltam sok alkalommal, miközben egy-egy apró beavatkozást végeztem. Ez a beavatkozás egy választott TCP folyam szabályozási ablakának egy csomaggal való növelését jelentette.
- Az érzékenység mértékét a lokális maximális exponensek átlaga határozza meg:

$$\lambda = E \left[\max_i \lambda(t_0, i) \right] \quad (3)$$

- A lokális exponens t_0 időpontban:

$$\lambda(t_0, i) \approx \frac{1}{\Delta t} \ln \left| \frac{E(t_0 + \Delta t)}{\epsilon_i} \right| \quad (4)$$

ahol ϵ_i jellemzi a beavatkozás mértékét t_0 időpontban.

- Két rendszer távolságát az Euklideszi távolsággal írtam le a szabályozási ablakok által definiált többdimenziós térben:

$$E(t) = \sqrt{\sum_{i=1}^N (w^{orig}(i, t) - w^{pert}(i, t))^2} \quad (5)$$

ahol $w(i, t)$ jelöli az i . TCP ablakméretét t időpontban.

Az így meghatározható mérték analóg a dinamikai rendszerekben használatos Lyapunov exponenssel. Több hálózati konfigurációt is megvizsgáltam és a következő új megfigyeléseket tettem:

- Bizonyos konfigurációkban a beavatkozások hatása idővel csökken és jelentéktelenné válik.
- Léteznek azonban olyan konfigurációk, amikor a rendszer rendkívül érzékeny az apró beavatkozásokra, ezekben az esetekben az exponens pozitívnak adódott.

1.3 A kaotikus TCP-k önhasonló forgalom forrásai lehetnek [J4, C2], Ch.2.5

Megmutattam szimulációk segítségével, hogy a TCP-k közötti versengés okozhat önhasonlóságot az általuk generált forgalomban. Ez a megállapítás ellentmond az eddigi elméleteknek, amelyek az önhasonlóságot lassan lecsengő (heavy tailed) eloszlásokkal magyarázták. A vizsgálat során egy kaotikus rendszert szimuláltam és rögzítettem az elküldött forgalom mennyiségét rövid, egymás után következő időszakokban $X(i)$.

Az analízis eredménye az volt, hogy az így kapott idősor önhasonló forgalomként modellezhető:

- Az m szinten aggregált abszolút értékek $\mu^{(m)} = \frac{1}{N/m} \sum_{k=1}^{N/m} |X^{(m)}(k) - \frac{1}{N} \sum_{i=1}^N X(i)|$ úgy növekszenek mint $\log \mu^{(m)} \approx (H - 1) \log m$ nagy m esetén. Becsült exponens: $H \approx 0.79$.
- Az idősor spektrális sűrűsége $I(\lambda) = \frac{1}{2\pi N} \left| \sum_{j=1}^N X_j e^{ij\lambda} \right|^2$. A spectrum a 0 környékén úgy jellemezhető mint $I(\lambda) \sim |\lambda|^{1-2H}$, ahol $H \approx 0.81$.
- Az R/S statisztika (rescaled adjusted range statistics) [TTW95] által becsült exponens $H = 0.813$.
- A wavelet analízis módszere [AbVe98] segítségével a kapott exponens $H = 0.787$, ahol a 95%-os kvantilisek $[0.754, 0.819]$.

II. Az önhasonlóság terjedése az Interneten [J2, C3, W2]

A korábbi pontokban bemutattam TCP analízis új, kaotikus modellezésen alapuló módszerét. Azt találtam, hogy a TCP dinamikája nemcsak látszólag véletlen forgalomfluktuációkat, de bizonyos esetekben statisztikus önhasonlóságot is okozhat. Ez az eredmény különbözik az eddigi önhasonlóság-magyarázatoktól, de nem összeegyeztethető azokkal. A korábbi magyarázatok az önhasonlóságot tisztán sztochasztikus okokra vezették vissza (lassan lecsengő fájlhossz-eloszlások) [CrBe96] [CTB96] [PaFI95] [TWS97] [WTSW97].

Ebben a tézispontban megmutattam, hogy a TCP még más módon is hozzájárul az Interneten tapasztalható önhasonlósághoz. A TCP nemcsak az önhasonlóság forrása, de szerepet játszik annak terjesztésében is. Ennek következménye az, hogy az önhasonlóság megjelenhet ott is, ahol egyébként nincs egyéb ok hogy kialakuljon, pl. nincsenek lassan lecsengő eloszlások vagy kaotikus TCP vetélkedés. Ezen kívül azt is demonstráltam, hogy a TCP egyéb korrelációs struktúrákat is terjeszthet. Megvizsgáltam, hogy a TCP dinamikája hogyan befolyásolható önhasonló háttérforgalommal, illetve hogy az útvonal jellemzői hogyan befolyásolják a jelenséget.

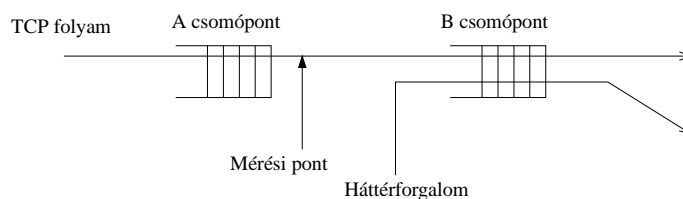
2.1 A TCP adaptációjának mértéke [J2, C3, W2], Ch.3.2

Kidolgoztam egy olyan módszert, ami alkalmas a TCP adaptáció hatékonyságának vizsgálatára dinamikusán változó hálózati forgalom mellett. Bevezettem egy új adaptációs mértéket, amit meg lehet határozni szimuláció segítségével vagy akár valódi hálózatokban is. (A konfiguráció vázlatát lásd a 2. ábrán.)

Az *adaptációs görbe* $D(f)$ azt jellemzi, hogy a TCP torlódásszabályozási algoritmus hogyan adaptálódik adott f frekvenciájú fluktuációkra:

$$D(f) = S_{tcp}(f)/S_{background}(f) \quad (6)$$

ahol $S_{background}(f)$ a háttérforgalom spektrális sűrűsége és $S_{tcp}(f)$ az adaptálódó TCP folyam spektrális sűrűsége. A háttérforgalom egy véletlen fázisú szinuszos folyam $A_{background}(f, t) = a \sin(2\pi ft + \alpha) + m$.



2. ábra. A TCP adaptációjának vizsgálatánál alkalmazott hálózati modell.

A következő további eredményeket prezentáltam:

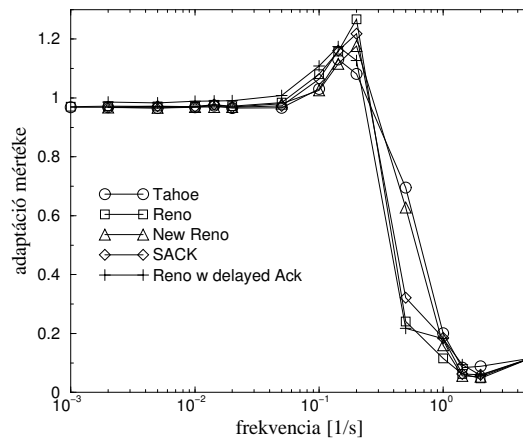
- Széleskörű szimulációkat végeztem, hogy meghatározzam a $D(f)$ görbét és arra a következtetésre jutottam, hogy az adaptációs görbe nem függ jelentősen a TCP verziójától. (Tahoe, Reno, NewReno, SACK, Reno del-ACK).

- Megmutattam, hogy a TCP adaptációjának van egy karakterisztikus időskálája T_0 . E fölött az adaptáció tökéletes: $D(f) \rightarrow 1$ ha $f \rightarrow 0$.
- Kisebbs időskálákon a TCP nem képes adaptálódni.
- Megbecsültem analitikusan a karakterisztikus időskálát:

$$T_0 = 1/f_0 \approx RTT * (B + Cd)/2 \quad (7)$$

ahol a puffer mérete B , a vonal sebessége C , a késleltetés d , és a körbefordulási idő $RTT = B/C + d$. A becslést ellenőriztem szimulációval.

A 3. ábrán többféle TCP esetén látható az adaptációs görbe.



3. ábra. A $D(f)$ adaptációs görbe különböző TCP verziók esetén.

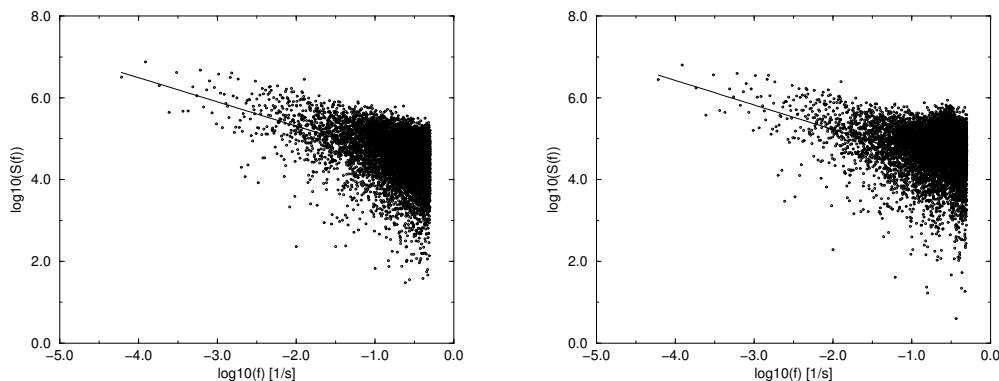
2.2 A TCP közelíthető egy lineáris rendszerrel és terjeszti az önhasonlóságot [J2, C3, W2], Ch.3.2, Ch.3.3

Megmutattam, hogy egy TCP folyamat, miközben áthalad egy szűk keresztmetszeten, közelíthető egy aluláteresztő lineáris szűrővel abban az értelemben, hogy a TCP átveszi a háttérforgalom korrelációs struktúráját egy lineáris függvényen keresztül. Ez a lineáris függvény közelíthető a $D(f)$ adaptációs görbével. A legfontosabb következménye ennek a jelenségnek, hogy a TCP képes adaptálódni egy önhasonló háttérforgalomhoz és elszállítja az önhasonlóságot az Internet más részeire.

Szimulációs analízis alapján a következő eredményeket mutattam be:

- Demonstráltam, hogy ha a háttérforgalom véges számú, szűk sávú folyamat kompozíciója, akkor a TCP a $D(f)$ által megadott mértékben adaptálódik az összefolyamathoz.
- A rendszer linearitását megmutattam nagyszámú, relatív frekvenciájú folyamat összegéhez.
- Szimuláció segítségével megvizsgáltam a rendszer adaptálódását fehér zaj (White Noise, WN) folyamathoz.

- Szimuláció segítségével megmutattam, hogy ha a TCP áthalad egy olyan vonalon, ahol a háttérforgalom önhasznó, akkor a TCP egy olyan folyamattal válaszol, aminek a spektrális sűrűsége aszimptotikusan megegyezik az eredeti folyamattal. Ezt a fajta önhasznóságot „elterjeszti” a TCP a kapcsolat mentén a szűk hálózati keresztmetszet elé és mögé is. Az idősor spektruma $I(\lambda) = \frac{1}{2\pi N} \left| \sum_{j=1}^N X_j e^{ij\lambda} \right|^2$. Aszimptotikusan $I(\lambda) \sim |\lambda|^{1-2H}$, ahol $H \approx H_{background}$.



4. ábra. a) A háttérforgalom spektruma $H = 0.8$. b) Az adaptálódó TCP forgalom spektruma, a becsült Hurst exponens $H = 0.8$.

2.3 Adaptív, rövid távon összefüggő forgalom is terjeszti az önhasznóságot [J2, C3], Ch.3.3

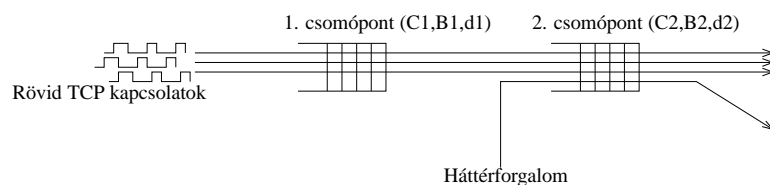
Analitikusan bizonyítottam, hogy ha rövid TCP kapcsolatok keverednek LRD forgalommal (lásd az 5. ábrát), az $A(t)$ aggregátum kovarianciája aszimptotikusan ugyanolyan sebességgel csökken mint az eredeti LRD forgalom esetén:

$$\gamma_A(\tau) \sim \tau^{-\beta_F} \quad \text{ha} \quad \tau \rightarrow \infty \quad (8)$$

ahol az LRD háttérforgalom kovarianciája aszimptotikusan úgy csökken mint $\gamma_F(\tau) \sim \tau^{-\beta_F}$ ha $\tau \rightarrow \infty$, $0 \leq \beta_F < 1$.

Szimulációval és hálózati mérésekkel ellenőriztem ezt az eredményt:

- Egy szimulációs analízisben rövid lecsengésű (Short Range Dependent, SRD) fájl méret-eloszlású TCP kapcsolatokat engedtem át egy közös pufferen. Statisztikus módszerekkel megmutattam, hogy az SRD aggregátum is örökölte az önhasznóságot.
- Internetes merést végeztem, ahol Európa és Amerika között végeztem rövid letöltéseket hosszú időn keresztül, ez a mérés is alátámasztotta az állításokat.



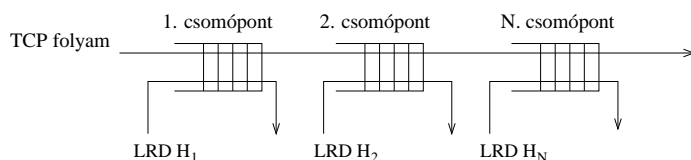
5. ábra. Rövid TCP kapcsolatok és LRD háttérforgalom szimulációs modellje.

2.4 Az önhasonlóság terjedése több csomóponton keresztül [J2, C3], Ch.3.4.1

Analitikus bizonyítást adtam, hogy ha egy TCP több csomóponton is áthalad (6. ábra), akkor a legnagyobb Hurst exponenst fogja örökölni a csomópontok LRD háttérforgalmi közül:

$$\gamma_A(\tau) = \tau^{-\min_i \beta_i} \quad \text{ha } \tau \rightarrow \infty \quad (9)$$

ahol az i . csomópont torlódásindikátora $F_i(t)$, a TCP teljes útvonalra vontakoztatott torlódásindikátora $A(t)$, a TCP forgalom autokovariáncája $\gamma_A(\tau)$ és az $F_i(t)$ Hurst exponense β_i .

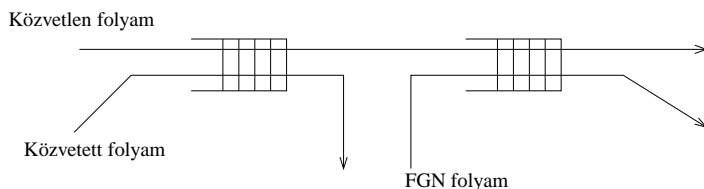


6. ábra. Egy TCP folyam áthalad több független háttérforgalmú csomóponton, amelyeket a H_i Hurst exponensek jellemeznek.

Numerikus analízissel is ellenőriztem a fenti összefüggést, és azt találtam, hogy az nem csak a torlódásfolyamra áll, de a forgalom rátájának folyamatára is, ha feltételezzük, hogy a TCP ideálisan adaptálódik és a háttérforgalom szintetikus előállított FGN folyamatokból áll.

2.5 Az önhasonlóság terjedése adaptív folyamatok között több lépésben [J2, C3], Ch.3.4.2

Megvizsgáltam, hogy az adaptáció útján létrejött önhasonlóság átadható-e olyan adaptív folyamatoknak, amelyeknek nincs közvetlen kapcsolata az önhasonlóság forrásával. Az analízis során egy egyszerűsített hálózati modellt vizsgáltam (7. ábra).



7. ábra. Az önhasonlóság terjedésének hálózati modellje. Mindkét vonal sebessége azonos C .

Matematikai bizonyítást adtam a következő szélső esetekre:

- Ha az LRD háttérforgalom sebessége mindig nagyobb mint $C/2$, akkor a terjedés „tökéletes”: $H_{dir} = H_{indir} = H_{FGN}$, ahol H_{dir} , H_{indir} és H_{FGN} a közvetlen (direkt) ill. közvetett (indirekt) folyamok Hurst exponense.
- Ha az LRD háttérforgalom sebessége mindig kisebb mint $C/2$, akkor az önhasonlóság nem terjed sem a közvetlen, sem a közvetett folyamra.

A modell feltételei:

- mindkét folyam ideálisan adaptálódik, azaz: $D(f) = 1$ ha $f \rightarrow 0$;
- a pufferek megosztása ún. *max – min fair*.

Szimulációval vizsgáltam meg egy nemtriviális esetet, amikor a sebesség $C/2$ körül ingadozik, és ebben az esetben is demonstráltam, hogy az önhasonlóság terjedni volt képes a közvetett folyamra is.

III. Differenciált szolgáltatású hálózatok erőforrásmenedzsmentje [C1, C4, P3, W1]

Bemutattam olyan, az effektív sávszélesség koncepcióját követő, mérés alapú erőforrásbecslő módszereket, amelyek hatékonyan alkalmazhatók differenciált szolgáltatású hálózatokban (Diff-Serv). Az effektív sávszélesség koncepcióját először [GAN91] [Kel96] és [GiKe97] alkalmazták. A bemutatott módszerek alkalmasak mind forgalomszabályozásra, mind hálózatméretezésre, és beépíthetők hálózati berendezésekbe vagy tervezőrendszerekbe.

Munkám elméleti alapja az effektív sávszélességnek az az elméleti megközelítése amit Frank Kelly dologozott ki. Az effektív sávszélesség definíciója a következő:

1. Definíció. Egy aggregált forgalomfolyam *effektív sávszélessége* BW , ha a folyamat ezt az értéket csak kisebb mint ϵ valószínűséggel lépi túl. Az egyedi folyamatok sebességét jelöljük független, stacionárius valószínűségi változókkal: X_k , $k = 1 \dots N$:

$$\Pr \left(\sum_{k=1}^N X_k \geq BW \right) \leq \epsilon. \quad (10)$$

Az erőforrásmenedzsment célja, hogy közben tartsa ezt az egyenlőtlenséget a hálózatban folyó forgalom szabályozásával és erőforrások lefoglalásával. Ehhez fontos, hogy az effektív sávszélességet pontosan tudjuk becsülni.

Az általam javasolt módszerek a korábbiaknál jobban illenek a DiffServ hálózatok speciális igényeihez. A bemutatott elméleti korlátok aszerint csoportosíthatók, hogy hogyan illenek azok egy forgalomirányító eszköz architektúrájába:

- Az átviteli kapacitást garantáló sorok (ún. Assured Forwarding) megvalósításához különböző komplexitású korlátokat vezettem le. Ezek a korlátok robusztusabbak és a valószínűségben könnyebben implementálhatók mint a korábbi módszerek.
- A késleltetést garantáló sorok (ún. Expedited Forwarding) esetében két korlátot javasoltam, amelyek numerikus komplexitásában különböznek attól függően, hogy a forgalomforrásokat hogyan szabályozzuk (pl. leaky bucket).
- Végül, bemutattam egy teljes DiffServ útvonalirányító architektúrát, ahol a statisztikus multiplexálás a sorok között is kihasznált.

3.1 Egy szoros korlát az aggregált forgalom sebességének mérésén alapulva, átviteli kapacitást garantáló sorok számára[C1, P3], Ch.4.2.2

Az átviteli kapacitást garantáló sorokat olyan alkalmazások használják, amelyek érzékenyek a sebességre, de nem annyira érzékenyek a késleltetésre. Egy olyan sort analizáltam, amelyben a skálázhatósági követelmény miatt csak az aggregált forgalom sebességét lehet mérni:

- Levezettem egy hatékony effektív sávszélességkorlátot zárt alakban:

$$BW^A(s) = \frac{N}{s} \ln \left(\frac{M + \sum_{k=1}^N \frac{h_k}{e^{sh_k} - 1}}{N} \right) - \frac{1}{s} \sum_{k=1}^N \ln \left(\frac{h_k}{e^{sh_k} - 1} \right) - \frac{\ln(\epsilon)}{s} \quad (11)$$

ahol ϵ a maximális torlódási valószínűség, a $k = 1 \dots N$ folyamat csúcsebessége h_k , a mért aggregált átlagsebesség M .

- Levezettem egy zárt alakú becslést az optimális s értékre:

$$s_{opt} = \sqrt{\frac{8\gamma}{\widehat{H} - (2M - H)^2/N}} \quad \text{ahol } H = \sum_{k=1}^N h_k \text{ és } \widehat{H} = \sum_{k=1}^N h_k^2 \quad (12)$$

- Analitikus bizonyítást adtam arra, hogy ez a korlát optimálisabb mint a korábban javasolt Hoeffding korlát, noha ugyanazokat a feltételeket alkalmazza.
- Numerikusan megvizsgáltam egy valóságű forgalommixet, és megmutattam, hogy az általam javasolt módszerrel jelentős megtakarítást lehet elérni, főleg akkor, ha az csúcsebesség és átlagsebesség aránya nagy, ami egy tipikus helyzet a valóságban

3.2 Javított korlát átviteli kapacitást garantáló sorok számára az aggregált forgalomsebesség szórásának mérésével [C1], Ch.4.2.3

Javasoltam egy még optimálisabb korlátot átviteli kapacitást garantáló sorok számára, ahol az átlagsebességen túl a sor sebességének szórása is mérhető. Összehasonlítva a korábbi módszerrel ez még jobban ki tudja használni az statisztikus multiplexálást és csak kis további komplexitást igényel a hálózati eszközökben.

- Levezettem a szórás mérésére alapuló effektív sáv szélességet zárt formában:

$$BW^V(s) = \frac{1}{s} \sum_{k=1}^N \ln \left[\frac{S + \sum_{j=1}^N \frac{h_j^2}{e^{sh_j} - sh_j - 1}}{N} \cdot \frac{e^{sh_k} - sh_k - 1}{h_k^2} \right] + M + \frac{\gamma}{s} \quad (13)$$

ahol a $k = 1 \dots N$ folyamat csúcsebessége h_k , az aggregált forgalom sebességének átlaga M , és szórása S .

- Levezettem egy becslést az optimális s értékre zárt formában:

$$s_{opt}^V = \sqrt{\frac{18\gamma}{9S + \widehat{H} - H^2/N}}. \quad (14)$$

- Egy numerikus példán keresztül megmutattam, hogy ez a korlát jelentősen optimálisabb mint a Hoeffding korlát vagy az előzőleg bemutatott BW_A .
- Ezen túl, ez az új korlát robusztusabb mint a normális határeloszlás tételen alapuló korlátok, mivel ez nem követel nagy számú folyamatot.

3.3 Mérési csoportokon alapuló korlát [C4, W1], Ch.4.2.4

Analizáltam egy átviteli kapacitást garantáló sort, ahol a folyamatok állapotmentesen csoportosíthatók egy kis számú G csoportba és a csoportok szintjén mérések végezhetőek. Mivel a csoportok száma kicsi, ezért egy ilyen architektúra könnyen megvalósítható, ugyanakkor még optimálisabb erőforráskihasználást tesz lehetővé. Ezen kívül, ez a módszer lehetővé teszi a berendezégyártók számára, hogy különböző szintű hatékonyság ill. komplexitás között tudjanak választani.

- Levezettem egy effektív sávszélességkorlátot zárt formában a csoport szintű sebességmérésekre alapozva $M_i, i = 1..G$:

$$BW^G(s) = \frac{1}{s} \sum_{i=1}^G n_i \ln \left(\frac{M_i + \sum_{k \in A_i} \frac{h_k}{e^{sh_k} - 1}}{n_i} \right) - \frac{1}{s} \sum_{k=1}^N \ln \left(\frac{h_k}{e^{sh_k} - 1} \right) + \frac{\gamma}{s}. \quad (15)$$

ahol $H_i = \sum_{k \in A_i} h_k$. A $k = 1 \dots N$ folyamatok G csoportba vannak válogatva. A csoportok: $A_i, i = 1..G$. A csoport méretét $n_i = |A_i|$ jelöli.

- Levezettem egy becslést az optimális s értékre zárt formában:

$$s_{opt}^G = \sqrt{\frac{8\gamma}{\widehat{H} - \sum_{i=1}^G (2M_i - H_i)^2 / n_i}} \quad (16)$$

- Analitikus bizonyítást adtam arra, hogy ez a korlát optimálisabb mint a korábban javasolt Hoeffding korlát vagy a H^A korlát.
- Javasoltam egy heurisztikus csoportosítási stratégiát, ami azokat a folyamatokat veszi egy csoportba, amelyekre a $V(k) = m_k + h_k / (e^{sh_k} - 1)$ képlet közeli értéket ad.
- Az előbbi stratégiát megvizsgáltam numerikusan és megmutattam, hogy egy valóságű esetben már kevés csoport bevezetésével ki lehet használni a statisztikus multiplexálásból ilyen módon származó megtakarítás java részét.
- Javaslatot tettem egyéb csoportosítási stratégiákra is, amelyek könnyen implementálhatók. Bemutattam egy példát valós Internetes mérés alapján.

3.4 Effektív sávszélességkorlátok késleltetésérzékeny sorokra az effektív terhelés számítása alapján[C1], Ch.4.3.1, Ch.4.3.2

A DiffServ architektúrában az ún. Expedited Forwarding sorok alkalmasak késleltetésgaranciák nyújtására. A folyamatok forgalmát szabályozzák, mint pl. az ún. leaky bucket szabályozóval. Ebben a tézispontban az ilyen sorok megvalósításához javasoltam analitikus korlátokat.

- Bevezettem egy mértéket, aminek neve az aggregált forgalom effektív terhelése $B(t)$. Az effektív terhelésnek meg kell felelnie az alábbi feltételnek: (ha $t \geq 0$)

$$\Pr \left(\sum X_k[t] \geq B(t) \right) \leq \epsilon \quad (17)$$

ahol a k . folyam által t idő alatt küldött bitek száma $X_k[t]$, $k = 1 \dots N$, és a folyamatok átlagos sebessége $m_k = \mathbb{E}X_k[t]/t$.

- Levezettem egy korlátot a késleltetésre érzékeny források számára a fenti mérték segítségével, ha sor kiszolgálása FIFO elven történik. Egy C kiszolgálási sebességű sorban a késleltetés korlátozható d_{max} alá, ha:

$$B(d_{max}) \leq C d_{max} \quad (18)$$

- Az átviteli kapacitást garantáló sorok számára levezetett korlátok újrahasznosíthatók B számítására is, attól függően, hogy milyen mérések állnak rendelkezésre. Bemutattam egy példát, amikor a Hoeffding korlátot transzformáltam késleltetés garantálására:

$$B^H(t) = Mt + \sqrt{\frac{\gamma}{2} \sum_{k=1}^N \min(h_k t, \sigma_k + \rho_k t)^2}. \quad (19)$$

A $B^A(t)$, $B^V(t)$ és $B^G(t)$ korlátok hasonlóan levezethetők a BW^A , BW^V és BW^G korlátokból.

3.5 Egy szoros korlát késleltetésérzékeny forgalomra a sor telítettséggörbéje alapján [C1], Ch.4.3.3, Ch.4.3.4

Javasoltam egy még optimálisabb módszert késleltetésérzékeny forgalom számára, ami a sor telítettségének analizésére alapul. Ez a módszer optimálisabb, de implementálása komplikáltabb mint az előző módszeré.

- Definiáltam egy sor telítettségeloszlás-függvényét $\Delta O(t)$. Ez egy valószínűségi felső korlátot ad a sor hosszára $Q(t)$ bármely t idővel egy üres periódus vége után:

$$\Pr(Q(t) \geq \Delta O(t)) \leq \epsilon \quad (20)$$

- Levezettem egy késleltetési korlátot ami optimálisabb mint az effektív terhelésen alapuló korlát. A d_{max} késleltetés ϵ valószínűséggel garantált, ha az alábbi feltétel teljesül:

$$\max_{t \geq 0} \Delta O(t) \leq C d_{max}. \quad (21)$$

- A fenti tétel alapján zárt alakban levezettem egy olyan gyakorlatban is használható korlátot, ahol a folyamatok ún. leaky-bucket szabályozón mennek át (σ, ρ) paraméterekkel. A d_{max} késleltetés garantált a sorban, ha a következő egyenlőtlenségek teljesülnek:

$$M + \sqrt{\frac{\gamma}{2} \sum_{k=1}^N \rho_k^2} < C \quad \text{és} \quad \sqrt{\frac{\gamma}{2} \sum_{k=1}^N \sigma_k^2} < C d_{max}. \quad (22)$$

- Ugyancsak a fenti tétel alapján egy másik korlátot is levezettem amikor a források bonyolultabb (h_k, σ, ρ) szabályozón mennek át:

$$M + \sqrt{\frac{\gamma}{2} \sum_{k=1}^N \rho_k^2} \leq C \quad \text{és} \quad (23)$$

$$\Delta O^H(t_k) < C d_{max} \quad (24)$$

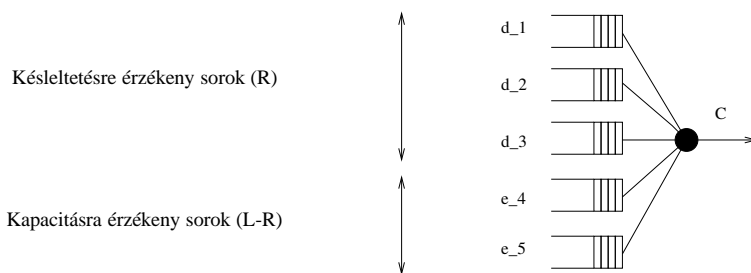
minden $k = 0 \dots N$ esetén, ahol $t_k = \sigma_k / (h_k - \rho_k)$, és $t_0 = 0$, és ahol

$$\Delta O^H(t) = Mt - Ct + \sqrt{\frac{\gamma}{2} \sum_{k=1}^N \min(h_k t, \sigma_k + \rho_k t)^2}. \quad (25)$$

- Ez utóbbi korlát további előnye, hogy az alkalmazható többszörösen összetett leaky-bucket szabályozók esetében is.

3.6 Többféle DiffServ garancia együttes megvalósítása prioritásos sorok segítségével Ch.4.4

Javasoltam egy komplex DiffServ útvonalválasztó megvalósítást, amiben a különböző szolgáltatási osztályokat megvalósító sorokat prioritásos (Strict Priority Queuing, SPQ) elven szolgálják ki. A javasolt megvalósítás követi a jelenlegi DiffServ útvonalválasztók tipikus felépítését. A forgalmat L prioritásos szinten szolgálják ki. Jelölje $\mathcal{X}_{a,b,c,\dots}$ az a, b, c, \dots sorokba osztott folyamokat. Az első R sor különféle késleltetés-garanciát nyújt d_k ($d_i \leq d_j, i \leq j$) különböző szinten (ϵ_k). A további sorok $R + 1 \dots L$ kapacitás-garanciákat nyújtanak különböző szinten ϵ_k ($\epsilon_i \leq \epsilon_j, R < i \leq j$). Lásd a 8. ábrát.



8. ábra. Több szolgáltatásosztály megvalósítása SPQ ütemezéssel.

Analitikusan bizonyítottam a következőket:

- A fenti architektúrában levezettem egy korlátot minden kapacitás-garantált sorra. Jelölje $BW^\epsilon[A]$ az A halmazba eső forgalom effektív sáv szélességét ϵ valószínűség mellett. Az ϵ_k garancia tartható a k . sorban, ha

$$BW^{\epsilon_k}[\mathcal{X}_{1\dots k}] \leq C \quad (26)$$

ahol bármelyik korábban levezetett BW korlát alkalmazható.

- A késleltetés-érzékeny sorok esetére is adtam egy korlátot. A d_k késleltetés-garancia tartható a k . sorban $2\epsilon_k$ valószínűség mellett, ha minden $\forall t \geq 0$:

$$B^{\epsilon_k}[\mathcal{X}_{1\dots k}](t) - Ct \leq Cd_k - B^{\epsilon_k}[\mathcal{X}_{1\dots k-1}](d_k) \quad (27)$$

ahol $B^\epsilon[A](t)$ az A forgalomhalmaz effektív terhelése.

- Bebizonyítottam, hogy a fenti korlátok használatával a statisztikus multiplexálás nemcsak a folyamatok között, de a sorok között is megvalósul:

$$BW^\epsilon[\mathcal{X}_{1\dots k}] \leq \sum_{j=1}^k BW^\epsilon[\mathcal{X}_j] \quad (28)$$

IV. Különböző szintű szolgáltatások (DiffServ) megvalósítása vezeték nélküli adathálózatokban [J1, C5, W4]

A vezeték nélküli adathálózatok más megoldásokat igényelnek mint a vezetékes TCP/IP hálózatok, mivel azoknak speciális tulajdonságai vannak. Ilyen speciális tulajdonság többek között a nagy bithibavalószínűség az interferencia és a terjedési viszonyok miatt, a csatorna megosztott jellege, a kapacitás viszonylagos szűkössége, és az adók mobilitása. Ezek mindegyikének van hatása a forgalommenedzsmentre. A vezetékes hálózatok esetén a vonal átviteli sebessége általában ismert és állandó C , ami aztán megoszlik az igények között. Többszörös hozzáférésű rádiós rendszerekben a rendelkezésre álló kapacitás sokszor nem állandó és a rádiós közeghozzáférés-vezérlés (Medium Access Control, MAC) feladata, hogy figyelembe vegye az osztott közeg hatását, ütközéseket, sorokban várakozó csomagokat stb.

A vezeték nélküli hálózatokban eddig javasolt DiffServ megoldások mind rugalmatlan központi vezérlést feltételeztek, ami nem optimális megoldás pikocellás, dinamikus, ad-hoc hálózatokban. A célom az volt, hogy kifejlesszek egy teljesen elosztott algoritmusokon alapuló DiffServ architektúrát, ami robusztus és ugyanakkor rugalmas is. A javasolt architektúra alkalmazható rádiós technológiák széles körében, de hogy demonstrálni tudjam a javasolt megoldások előnyeit, ezért a leggyakrabban használt rádiós LAN technológiára, az IEEE 802.11b szabványra [IEEE802.11] illesztettem az algoritmusokat.

Javaslatot tettem egy sor teljesen elosztott algoritmusra, amik különböző feladatokat látnak el:

- Elosztott DiffServ közeghozzáférési protokoll.
- Elosztott erőforrásmonitorozó módszer.
- Szolgáltatásminőség előrejelző algoritmus.
- Elosztott hívásszabályozási algoritmus.

4.1 A IEEE 802.11 DCF (Distributed Coordination Function) technológia késleltetésanalízise [J1, C5], Ch.5.2.2

Becslést adtam a 802.11 hálózatban az átlagos d késleltetésre háttérforgalom jelenlétében. A feltételek: a források függetlenek és a csomagok érkezése közti idő eloszlása exponenciális.

$$d = U d' + (1 - U)m \quad (29)$$

ahol d' meghatározása:

$$d' = 2^u \cdot T_{slot} \cdot (L\lambda + 1) \left(\frac{1 - (2p)^{v+1}}{1 - 2p} + 2^v \frac{p^{v+1}}{1 - p} \right) + \frac{L}{1 - p} - \frac{L}{2} + m \quad (30)$$

ahol U az átlagos csatornakihasználtság és a háttérforgalom csomagjainak átlagos kiszolgálási ideje L . A minimális és maximális várakozási ablakot (contention window) jelölje W_{min} és W_{max} és legyen $u = W_{min} - 1$, $v = W_{max} - W_{min}$.

Ellenőriztem a matematikai modell eredményét egy ebből a célból épített kísérleti hálózatban, ami a Columbia University (New York) COMET Laboratóriumában található.

4.2 A rendelkezésre álló erőforrások becslése a virtuális MAC algoritmus segítségével [J1, C5, W4], Ch.5.3

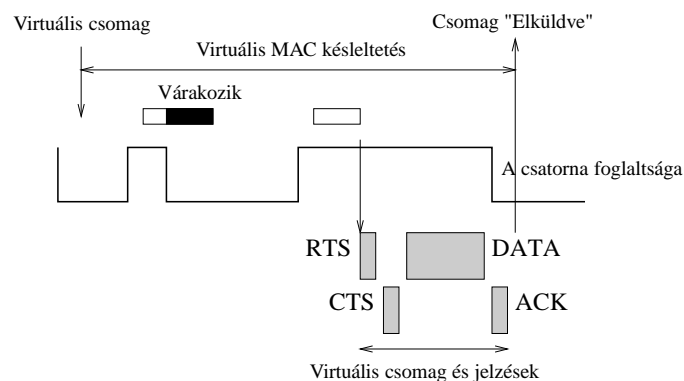
Javasoltam egy *Virtuális MAC* (VMAC) algoritmust, ami folyamatosan figyeli a rádiós csatornát, és nagy pontossággal megbecsüli a forgalom minőségi paramétereit.

Ez az a módszer egy újszerű koncepciót követ, ami a csatorna monitorozását és emulálását kombinálja. A VMAC algoritmus folyamatosan emulálja a DCF MAC mechanizmust teljesen passzív módon ún. "virtuális csomagok" folyama segítségével.

A VMAC algoritmusnak a következő előnyei vannak:

- A VMAC kombinálja az elméleti forrásmodellt a valóságban megfigyelt forgalommin-tával. Ezáltal pontosabb becslést tesz lehetővé mint a tisztán elméleti modellen alapuló számítások.
- A VMAC lehetővé teszi, hogy pontos előrejelzéseket tegyünk a csatorna jövőbeli állapo-táról, virtuális folyamatok által.

A 9. ábra illusztrálja a VMAC működését egy példán keresztül. Az algoritmus lényegi eleme a 802.11 DCF MAC egyszerűsített modellje, ami bemenetül megkapja a valódi forgalom mintáit és a virtuális forgalom modelljét (mint virtuális csomagokat). Az algoritmus kimenetként adja a csatornán érzékelhető csomagvesztés és késleltetés becslését.



9. ábra. Példa a VMAC működésére. A csatorna állapota lehet szabad vagy foglalt. A virtuális csomag egy foglalt állapotban érkezik, és ezért várakozásra kényszerül. A virtuális csomag kiszolgálása az időzítő lejárása után történik meg.

A VMAC algoritmust szimulációval és kísérleti hálózatban is ellenőriztem:

- A szimuláció nagyszámú mobil terminálból állt, amik a VMAC algoritmust futtatták. A forgalom véletlenszerű TCP és UDP folyamatokból állt.
- A VMAC algoritmust teszteltem a Columbia University, COMET Laboratóriumában megvalósított kísérleti hálózatban.

4.3 Elosztott DiffServ közeghozzáférési algoritmus (DiffServ MAC) [J1, C5, W4], Ch.5.2.3, Ch.5.2.4

A javasoltam a IEEE 802.11 DCF szabvány olyan módosítását, ami kiterjeszti azt DiffServ megvalósítására. A javaslat lényege a várakozási ablak módosítása *Contention Window* (CW). A különböző osztályba tartozó forgalmak más CW beállítást használnak.

A javasolt DiffServ MAC algoritmusnak a következő előnyei vannak:

- Az algoritmus jól illik a DiffServ koncepcióba, mivel ún. „puha” garanciákat biztosít.
- A javasolt megoldás teljesen elosztott, nem kíván központi vezérlést, ezért ad-hoc hálózatokban is alkalmazható.
- Az algoritmus jól tolerálja a csomós (bursty) forgalmakat, nem úgy mint a korábbi központosított PCF algoritmus.
- Akkor is hatékonyan működik, ha a szomszédos cellák átfednek egymással.
- Egyszerűen implementálható a meglévő hardware elemekben is.

Matematikai analízissel és szimulációval is elemeztem a javasolt DiffServ MAC működését:

- Egy komplex szimulációs modellel validáltam a javasolt algoritmust.
- Az előzőleg bemutatott analitikus késleltetéselemzést használtam a várakozási ablak módosításának elméleti vizsgálatához különböző terhelések mellett. Az analízis megmutatta, hogy a javasolt algoritmus alkalmas DiffServ minőség nyújtására.

4.4 Elosztott DiffServ szolgáltatási architektúra [J1, C5, W4], Ch.5.4, Ch.5.5, Ch.5.6

Kidolgoztam egy teljes DiffServ szolgáltatási architektúrát vezeték nélküli lokális hálózatokra. Ez az új megoldás teljesen elosztott komponensekből áll, amelyek a következők:

- DiffServ rádiós közeghozzáférés (DiffServ MAC).
- VMAC algoritmus a minőség monitorozásához.
- *Virtuális forrás* (VS) algoritmus, ami a VMAC-ra épülve megbecsüli a minőséget az alkalmazás szintjén.
- Bevezettem az ún. *késleletésgörbét* amelyek a VS algoritmus eredményeképpen adódnak, és segítséget adnak a források paramétereinek optimális beállításához.
- Javasoltam egy elosztott hívásszabályozási algoritmust. A hívásszabályozási algoritmus a döntésekhez a VMAC és VS algoritmusok eredményeit használja fel.

Az architektúra működését szimulációkkal és egy kísérleti hálózatban is ellenőriztem adat és beszédhívások generálásával.

5. Az eredmények alkalmazása

A disszertációban az volt a fő céloim, hogy megvizsgáljam és ha lehet javítsam a TCP/IP hálózatok minőségét.

A TCP kaotikus modellezése a 2. fejezetben lehetővé teszi hogy jobban megértsük a TCP dinamikáját és magyarázatot tudjunk adni eddig kevésbé értett megfigyelésekre, mint pl. fázisefektusok, szinkronizáció vagy a látszólagos véletlenszerűség. Ennek a kutatásnak egy lehetséges alkalmazása abban lehet, hogy kidolgozhatunk a jövőben olyan káoszvezérlésen alapuló módszereket, amikkel a hálózatok működését apró beavatkozásokkal tudnánk hatékonyan kézben tartani.

A 3. fejezetben ismertettem a TCP adaptációjának elemzését. Internetes mérések alapján demonstráltam, hogy az ön hasonlóság terjedhet olyan helyekre is, ahol amúgy az nem alakulna ki. A jövőben ez az eredmény alkalmazható lehet jobb méretezési és menedzsment algoritmusok kifejlesztésében.

A 4. fejezetben erőforrásbecslésen alapuló algoritmusokat javasoltam vezetékes DiffServ hálózatokban. Zárt alakban levezettem több olyan korlátot is, amivel hatékonyan lehet kapacitás vagy késleltetés-garanciákat nyújtani. A DiffServ hálózatok speciális követelményeit figyelembe vettem, így többek között azt, hogy csak aggregátumokat kezelünk, vagy egyszerű ütemezést feltételezünk. A bemutatott módszerek figyelembe vették az előző két fejezet tapasztalatait a TCP forgalomra vonatkozóan. A javasolt módszerek alkalmasak hívásszabályozásra vagy hálózatméretezésre is. Nagy hangsúlyt helyeztem arra, hogy felhasználjam a korábbi kutatások eredményeit és analizáljam azok erősségeit és gyengeségeit gyakorlati, megvalósíthatósági szempontból. Az eredmények a jövőben kiterjeszhetőek lehetnek bonyolultabb WFQ vagy WRR kiszolgálók esetére is.

Az 5. fejezetben elosztott algoritmusokat javasoltam vezeték nélküli DiffServ hálózatokban. A javasolt módszerek általánosak és ezért alkalmazhatók rádiós technológiák széles körében, de hogy demonstrálni tudjam a koncepció helyességét, ezért megvalósítottam a javaslatokat a IEEE 802.11 technológia kiterjesztéseként. Egy lehetséges jövőbeli alkalmazása a módszernek annak integrálása lehet a Cellular IP architektúrába, ami elosztott megoldást nyújt a mobilitásmenedzsmenthez. Nemrég jelent meg a IEEE új szabványa a 802.11e [MCMK02], ami ugyancsak a DCF módosítását javasolta DiffServ megvalósításához. Ismereteink szerint a mi munkánk befolyással volt a végső szabványra.

Hivatkozások

- [AbVe98] P. Abry and D. Veitch, „Wavelet Analysis of Long-Range-Dependent Traffic”, *IEEE/ACM Transactions on Networking*, vol. 44, No.1., January 1998.
- [CrBe96] M. E. Crovella and A. Bestavros, „Self-Similarity in World Wide Web Traffic: Evidence and Possible Causes”, in *Proc. ACM SIGMETRICS*, pp. 160-169, May 1996.
- [CTB96] M. E. Crovella, M. S. Taqqu, and A. Bestavros, „Heavy-tailed probability distributions in the world wide web” *Preprint: A Practical Guide To Heavy Tails: Statistical Techniques and Applications*, 1996.

- [GPRS] ETSI, „Digital Cellular Telecommunications System General Packet Radio Services: Service Description EN 301 344 v6.3.2”, July 1999
- [GAN91] R. Guerin, H. Ahmadi, M. Naghshineh, „Equivalent capacity and its application to bandwidth allocation in high-speed networks”, *IEEE JSAC*, 9(7):968-981, Sept. 1991
- [GiKe97] R. J. Gibbens, F. P. Kelly, „Measurement-Based Connection Admission Control”, *ITC 15*, Jun. 1997
- [IEEE802.11] IEEE, „Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications”, *IEEE Standard 802.11*, June 1999
- [Kel96] F. P. Kelly, „Notes on Effective Bandwidths”, In F. P. Kelly, S. Zachary and I. B. Ziedins „Stochastic Networks: Theory and Applications, Royal Statistical Society”, *Lecture Note Series 4*, p 141-168, Oxford Univ. Press, 1996.
- [LTWW93] W. E. Leland, M. S. Taqqu, W. Willinger and D. V. Wilson, „On the Self-Similar Nature of Ethernet Traffic”, *ACM SIGCOMM'93*, San Francisco, CA, USA, Sep. 1993
- [MCMK02] S. Mangold, S. Choi, P. May, O. Klein, G. Hiertz and L. Stibor, „IEEE 802.11e Wireless LAN for Quality of Service”, in *Proc. European Wireless (EW'2002)*, Florence, Italy, February 2002.
- [MoPa92] M. Mouly, M. B. Pautet, „The GSM System for Mobile Communications”, *Telecom Pub*, June 1992
- [Mor97] R. Morris, „TCP Behavior with Many Flows”, *IEEE International Conference on Network Protocols*, October 1997.
- [MSMO97] M. Mathis, J. Semske, J. Mahdavi and T. Ott, „The Macroscopic Behavior of the TCP Congestion Avoidance Algorithm”, *Computer Communication Review*, 27(3), July 1997
- [NLB99] T. Nandagopal, S. Lu, V. Bharghavan, „A Unified Architecture for the Design and Evaluation of Wireless Fair Queueing Algorithms”, *Proceedings of MOBICOM*, Seattle, WA, Aug. 1999
- [NS] NS software and documentation is available at the following site: <http://www-mash.CS.Berkeley.EDU/ns>
- [PaFl95] V. Paxson and S. Floyd, „Wide Area Traffic: The Failure of Poisson Modeling”, *IEEE/ACM Transactions on Networking*, vol. 3, pp. 226-244, June 1995.
1993
- [PFTK98] J. Padhye, V. Firoiu, D. Towsley and J. Kurose, „Modeling TCP Throughput: A Simple Model and its Empirical Validation”, *Proceedings of SIGCOMM'98*, Vancouver, CA, September 1998

- [TTW95] M. S. Taqqu, V. Teverovsky and W. Willinger, „Estimators for long-range dependence: an empirical study”, *Fractals*, Vol 3, No. 4. pp. 785-788, 1995.
- [TWS97] M. S. Taqqu, W. Willinger and R. Sherman, „Proof of a Fundamental Result in Self-Similar Traffic Modeling”, *Computer Communication Review*, 27 (1997) 5-23.
- [WTSW97] W. Willinger, M. Taqqu, R. Sherman, and D. Wilson, „Self-similarity through high-variability: Statistical analysis of Ethernet LAN traffic at the source level”, *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 5(1):71–86, February 1997.

Publikációk

Folyóirat publikációk

- [J1] **A. Veres**, A.T. Campbell, M. Barry and L-H. Sun, „Supporting Service Differentiation in Wireless Packet Networks Using Distributed Control”, *IEEE Journal of Selected Areas in Communications (JSAC), Special Issue on Mobility and Resource Management in Next-Generation Wireless Systems*, Vol. 19, No. 10, pp. 2094-2104, October 2001.
- [J2] **A. Veres**, Zs. Kenesi, S. Molnár, G. Vattay, „TCP’s Role in the Propagation of Self-Similarity in the Internet”, *Computer Communications, Special Issue on Performance Evaluation of IP Networks and Services, Elsevier Science*, Volume 26, Issue 8, pp. 899-913, May 2003.
- [J3] G-S. Ahn, A.T. Campbell, **A. Veres** and L-H. Sun, „Supporting Service Differentiation for Real-Time and Best-Effort Traffic in Stateless Wireless Ad Hoc Networks (SWAN)”, *IEEE Transactions on Mobile Computing, Special Issue on Mobile Ad-Hoc Networks.*, Vol. 1, No. 3, pp 192-207, July-September 2002
- [J4] M. Boda, G. Vattay, **A. Veres**, „Kaotikus viselkedés az Interneten”, *Természet Világa*, Vol. 134. , Issue 1, January 2003.

Konferencia publikációk

- [C1] Z. R. Turányi, **A. Veres**, A. Olah, „A Family of Measurement-Based Admission Control Algorithms”, *In Proc. IFIP Performance of Information and Communication Systems PICS’98 Lund*, June 1998
- [C2] **A. Veres** and M. Boda, „The chaotic nature of TCP congestion control”, *In Proc. IEEE INFOCOM*, Tel Aviv, Israel, April 2000.
- [C3] **A. Veres**, Zs. Kenesi, S. Molnár, G. Vattay, „On the Propagation of Long-Range Dependence in the Internet”, *In Proc. ACM SIGCOMM Computer Communication Review 30, No 4, 243-254 (2000)*, Stockholm, Sweden, Sep. 2000.

- [C4] **A. Veres**, Z. Turányi, „On the Tradeoff between Efficiency and Scalability of Measurement-Based Admission Control”, *In Proc. International Conference on the QoS and Performance of Next Generation Networking (P&QNet)*, Nagoya, Japan, Nov. 2000
- [C5] M. Barry, A. T. Campbell, **A. Veres**, „Distributed Control Algorithms for Service Differentiation in Wireless Packet Networks”, *In Proc. IEEE INFOCOM*, Anchorage, Alaska, April 2001
- [C6] Gahng-Seop Ahn, Andrew T. Campbell, **A. Veres** and Li-Hsiang Sun, „SWAN: Service Differentiation in Stateless Wireless Ad Hoc Networks”, *In Proc. IEEE INFOCOM*, New York, June 2002
- [C7] A. Fekete, G. Vattay and **A. Veres**, „Improving the 1/sqrt law for single and parallel TCP flows”, *In Proc. International Teletraffic Congress ITC-17*, Salvador da Bahia, Brazil, December, 2001
- [C8] P. Benkő and **A. Veres**, „A Passive Method for Estimating End-to-End TCP Packet Loss”, *In Proc. IEEE GLOBECOM*, Taipei, Taiwan, November, 2002
- [C9] P. Benkő, G. Malicskó and **A. Veres**, „A Large-scale, Passive Analysis of End-to-End TCP Performance over GPRS ”, accepted to IEEE INFOCOM 2004

Nem teljes cikk alapján bírált publikációk

- [W1] **A. Veres**, Z. Turányi, „On the Tradeoff between Efficiency and Scalability of Measurement-Based Admission Control”, *IFIP WG6.3 Workshop*, Crete, Greece, Aug 1999
- [W2] **A. Veres**, „On TCPs Contribution to Wide-Scale Self-Similarity”, *Quality of Service in Networks and Distributed Systems, Dagstuhl Seminar*, Germany, May 2000.
- [W3] **A. Veres**, M. Boda, „On the Impact of Short Files and Random Losses on Chaotic TCP Systems”, *In Proc. IFIP ATM & IP 2000 Workshop*, Ilkley, UK, July 2000.
- [W4] **A. Veres**, „Service Differentiation in Wireless Packet Networks”, *IEEE Computer Communications Workshop (CCW 2000)*, Captiva Island, Florida, October 2000

Szabványosítási és szabadalmi publikációk

- [P1] **A. Veres**, J. Barta, „Soft handover method for mobile access network using packet transmission, involves effecting buffer management to nodes handling data packets marked according to channel priority ”, *patent application*, Publication No GB-2367719A, date April 10, 2002
- [P2] **A. Veres**, A. Fekete, „Scalable real time quality of service monitoring and analysis of service dependent subscriber satisfaction in IP networks”, *patent application*, Publication No US-0706759 date November 7, 2000

- [P3] Z. Turányi, **A. Veres**, „Administration control method for switching node in integrated packet-switch network”, *patent granted*, No US 6,614,790 B1, date September 2, 2003
- [P4] F. Hellstrand, **A. Veres**, „Simulation of TCP/IP Router Traffic over ATM using GFR and VBR.3”, *ATM Forum contribution*, ATM98-0087, February 1998
- [P5] G-S. Ahn, A. T. Campbell, **A. Veres**, L. Sun, „SWAN”, *MANET Working Group Internet Draft*, Work in Progress, draft-ahn-swan-manet-00.txt, <http://www.ietf.org/internet-drafts/draft-ahn-swan-manet-00.txt>, October 2002
- [P6] Sz. Malomsoky, **A. Veres**, I. Szabó, T. Borsos, „Advanced performance management of mobile data networks”, *patent application*, Application No PCT/SE03/01517, date September 30, 2003