

SZAKDOLGOZAT

Szabó István

Debrecen,

2010

Debreceni Egyetem
Informatikai Kar
Informatikai Rendszerek és Hálózatok Tanszék

Wireless rendszerek hatékonysági analízise

Témavezető:

Dr. Sztrik János

Tanszékvezető egyetemi tanár

az MTA doktora

Készítette:

Szabó István

Mérnök-informatikus BSc

Debrecen,

2010

1. Köszönetnyilvánítás

Ezúton szeretném megköszönni témavezetőmnek, *Dr. Sztrik Jánosnak*, hogy felajánlotta számomra ezt a szakdolgozati témát, szakmai segítséget nyújtott, szakirodalmat biztosított, és vezette a dolgozat elkészítését. Tantárgyai megvilágították számomra a valószínűségszámítás érdekes és fontos alkalmazásait. Szaktudásával, stílusával, előadásmódjával és életszerű példáival mindig igyekezett fenntartani a hallgatók érdeklődését.

Ezen kívül szeretnék köszönetet mondani *Dr. Almási Bélának*, aki szakmailag támogatott egyetemi éveim alatt, akitől hálózati ismereteimet szereztem, és ezen dolgozat létrejöttéhez irodalmat biztosított, valamint középiskolai informatika tanárainknak, különösen *Nagy Zsoltnak*, amiért megszerettette velem a telekommunikációs rendszerek, és infokommunikációs hálózatok világát, és biztos alapot teremtett egyetemi tanulmányaim elkezdéséhez.

Tartalomjegyzék

1. Köszönetnyilvánítás	1
2. Bevezetés	4
2.1. A témaválasztás indoklása	4
2.2. A wireless rendszerek	4
2.3. Sorbanállási elmélet	7
3. Klasszikus átviteli protokollok	7
3.1. Az Aloha protokoll	7
3.2. Résejt Aloha	11
3.2.1. A Résejt-Aloha véges számú állomással	13
3.2.2. Az Aloha protokoll ideális csomagfogadás esetén	15
4. Vivőjel érzékeléses közeghozzáférés	18
4.1. Nem-kitartó CSMA	18
4.2. 1-kitartó CSMA	20
4.3. p-kitartó CSMA	21
4.4. A CSMA analízise	22
5. A WiFi	25
5.1. Az IEEE 802.11-es szabványcsalád	25
5.2. Problémák a vezeték nélküli hálózati átvitelben	27
5.3. Az IEEE 802.11 közeghozzáférése	28
5.3.1. A DCF mód	29
5.4. Hatékonyság-elemzés	33
5.4.1. Az alap DCF mód	37
5.4.2. RTS/CTS mód	38
5.5. Maximális átbecsátóképesség	39

6. Esettanulmányok	40
6.1. MAC protokoll választási feladat	40
6.2. Réselt-Aloha szabályozás	41
6.3. A Bianchi-modell ábrázolása	43
6.4. A 802.11b maximális átbecsítőképessége	45
7. Befejezés	48
8. Rövidítések jegyzéke	49
Ábrák jegyzéke	51
Hivatkozások	52

2. Bevezetés

2.1. A témaválasztás indoklása

Megtisztelő volt számomra, mikor témavezetőm, *Dr. Sztrik János* felkért arra, hogy az Ő vezetése alatt írjam meg a szakdolgozatomat. A hálózati rendszerek világa korábban is közel állt hozzám. Nagy érdeklődéssel figyelem a különböző technikai megoldásokat, melyek akár merőben más szemlélet szerint végzik a feladatukat, a felhasználói adatok továbbítását. Érdekes kihívást jelent számomra, hogy ezeket a módszereket a sorbanállási elmélet eszközeivel is szemlélhetem.

Az itt tárgyalt matematikai modellek nemcsak a számítástechnika terén hasznosak. Életünk minden területén megfigyelhetünk olyan rendszereket, olyan jelentéktelennek tűnő dolgokat, mint például a pénztárra való várakozás egy bevásárlóközpontban, melyekre a sorbanállási elmélet egy ismert módszere alkalmazható.

2.2. A wireless rendszerek

A vezeték nélküli hálózati kommunikációs rendszerek elsődleges feladata, hogy a felhasználókat a vezetékes hálózati infrastruktúrához kapcsolják valamilyen vezeték nélküli technológia (általában rádióhullámok) segítségével. ([3], 449-456)

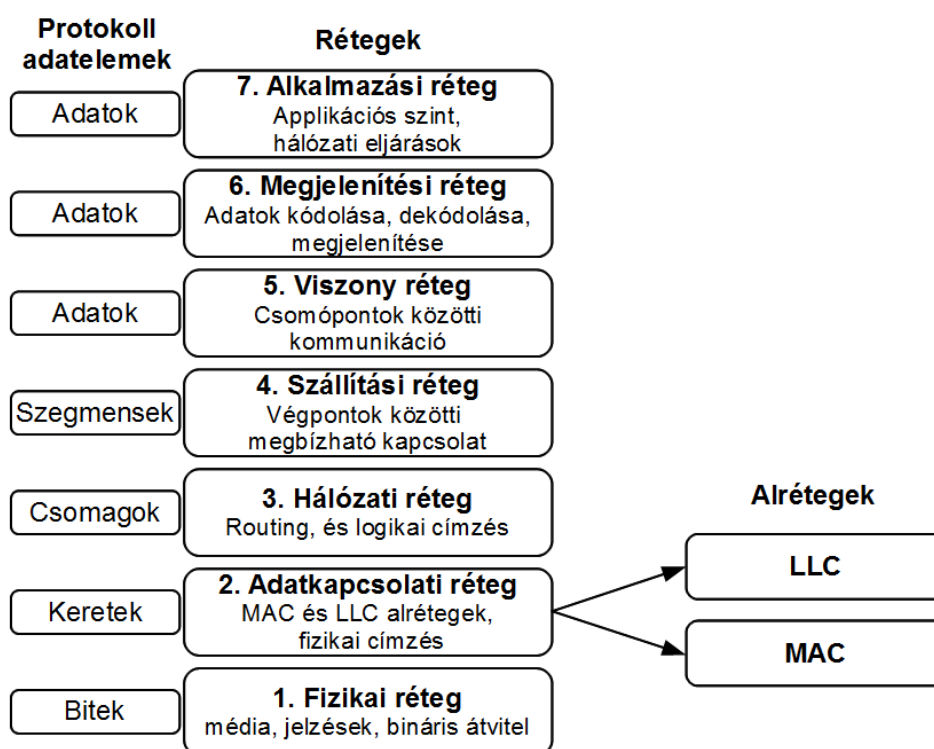
A kezdeti hálózatok általában pont-pont kapcsolatokon alapultak. Ezek a csatornák biztosították a kommunikációt két hálózati csomópont [1] között¹. A pont-pont kapcsolatok miatt a topológiát már a tervezési fázisban meg kellett határozni, és az nem változott. Ezek a kapcsolatok nem voltak túl gazdaságosak, ugyanis a hálózatok térhódítása során gyakran meg kellett őket változtatni.

A dinamikus topológiák iránti igény hozta létre a üzenetszórásos csatornákat. A technológia fő jellemzője, hogy egy átviteli közegre több hálózati csomópont kapcsolható. Egy feladótól

¹ A dolgozatban csomópontnak nevezek minden, önálló kommunikációra képes, saját hálózati címmel rendelkező eszköz (Pl. számítógép, nyomtató, forgalomirányító).

érkező üzenetet a hálózat összes csomópontja fogadja. Amennyiben azt szeretnénk, hogy az elküldött üzenetet a hálózat minden végpontja feldolgozza, úgy kifejezetten előnyös ez a tulajdonság. Ám mivel az eszközök ugyanazt a csatornát használják az üzenetek küldésére, így előfordulhat, hogy egy időpillanatban több adó is forgalmaz, emiatt a közegen ütközés történik. Ilyen üzenetszórásos csatornát használ néhány vezetékes, és számos vezeték nélküli, illetve műholdas technológia, melyeknél az átviteli közeg a körülöttünk lévő elektromágneses mező. A vezeték nélküli helyi hálózatokat a vezetékek számának minimalizálása, a felhasználói kényelem és mobilitás inspirálta.

A telekommunikációs hálózatok egyik legfontosabb kérdése, hogy mi történik, mi történjen ha több csomópont kíván hozzáférni az osztott közeghez. Ennek megoldása a MAC² protokollok feladata, melyek az OSI³ referencia modell adatkapcsolati rétegében kap helyet. Az adatkap-



1. ábra. Az OSI referencia modell.

² Medium Access Control

³ Open Systems Interconnection

csolati rétegben található továbbá az LLC⁴ alréteg, mely a MAC alréteg szolgáltatát használva megbízható médiumot biztosít a felsőbb rétegek számára, így a hálózati réteg már nem foglalkozik azzal, hogy a keret milyen közegen, milyen közeghozzáférési algoritmusok segítségével ér célba.

Háromféle MAC protokollt különböztethetünk meg ([3], 450):

- Rögzített hozzáférésű protokoll: Garantálja, hogy egy adott időpillanatban csak egyetlen állomás küld adatokat, elkerülve a keretek ütközését az osztott közegen. Ide sorolhatók a kalsszikus technikák, melyek a felhasználói adatokat egymástól időben (TDMA⁵), frekvenciában (FDMA⁶) vagy "kódjukban" (CDMA⁷) választják el.
- Versengés alapú protokollok: Egyszerre több állomás kap jogosultságot a forgalmazásra, ennek következtében ütközések léphetnek fel az osztott közegen. Az ilyen technikákat valamilyen ütközéskezelő módszerrel együtt kell alkalmazni. Versengés alapú protokoll az Aloha, a Réselet-Aloha⁸, és a CSMA⁹ technikák.
- Igény szerinti protokollok: A csatornához való hozzáférés igény alapján történik, mely lehet előzetes szavazás, vagy zsetonbirtoklás. Vezetéknélküli közeget használó protokollok közül ide sorolható a Fenntartó-Aloha¹⁰, mely a Réselet-Alohához hasonló időszeleteket (slot) használ, ám van egy speciális időszelet, mely további részekre van osztva. Itt történik meg a közegért folytatott versengés, a többi időrés pedig a hasznos adat továbbítására van fenntartva. Egy állomás akkor használhatja adatátvitelre a slotot, ha a neki megfelelő minirésben jogosultságot kapott hozzá.

Felmerülhet a kérdés, hogy miért van szükség ennyi protokollra. Az egyes technikák különböző felhasználáshoz kötődnek, például a rögzített hozzáférés a konstans adatforgalmat, míg a

⁴Logical Link Control

⁵Time Division Multiple Access

⁶Frequency Division Multiple Access

⁷Code Division Multiple Access

⁸Slotted-Aloha

⁹Carrier Sense Multiple Access

¹⁰Reservation-Aloha

versengés a löketszerű adatáramlást részesíti előnyben.

2.3. Sorbanállási elmélet

A telekommunikációs rendszerek használata közben, akárcsak a mindennapi életben mindig adódik olyan helyzet, mikor a különböző igények ugyanazt az erőforrást (csomópontot, közeget) szeretnék használni. Ezekből az erőforrásokból általában mindig kevesebb van, mint a feldolgozandó igényekből. Mivel az egyidőben beérkező igények mindegyikét csak nagyon ritkán lehet egyszerre földolgozni, ezért valamilyen módon sorba kell őket állítani a feldolgozás előtt. Sorbanállási rendszerekről Agner Krarup Erlang [8], [12], dán mérnök írt először. Erlang a koppenhágai telefonközpontban dolgozott, első cikkét 1909-ben írta. A sorbanállási elmélet az azóta eltelt 100 év alatt önálló tudománnyá nőtte ki magát. David G. Kendall 1953-ban vezette be az azóta Kendall jelölés¹¹ néven ismert jelölésrendszert, mely a kiszolgálási rendszerek típusának meghatározásához ad egyszerű eszközöket.

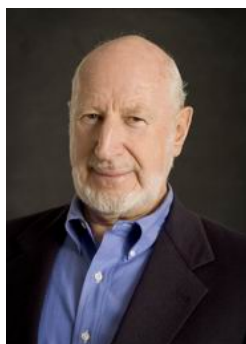
3. Klasszikus átviteli protokollok

3.1. Az Aloha protokoll

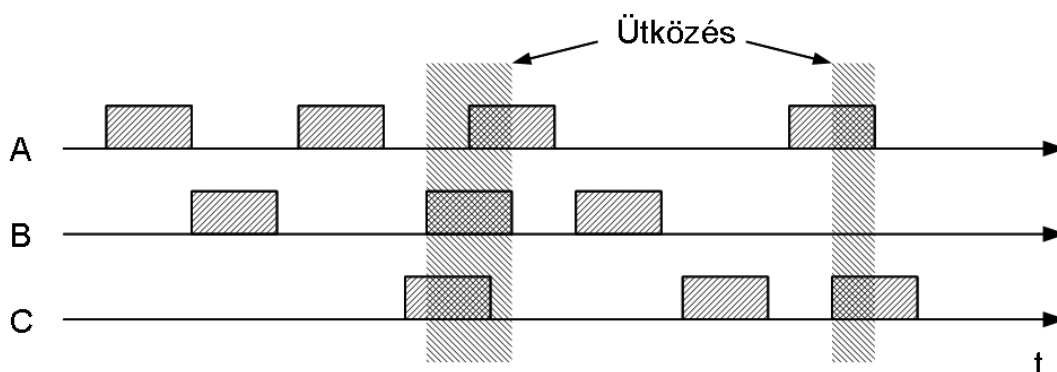
Az Alohat Norman Abramson professzor [13] hozta létre a Hawaii szigetek számítógépeinek összeköttetése céljából 1970-ben. A rendszer az UHF frekvenciasávban működött, a központja a Hawaii Egyetemen volt Honoluluban. A működést egyszerű megvalósítani, ugyanis az egyes állomások véletlen időközönként sugározzák jeleiket, viszont az ütközések miatt csak abban az esetben "hatékony" (lásd később) mikor a keret átvitelének ideje jóval kisebb, mint a jelterjedési idő a központ, és a legtávolabbi állomás között. Ütközés alkalmával az ütközésben résztvevő valamennyi keret megsemmisül. Hasonló rendszert valósítottak meg 1973-ban geostacionárius műholdak segítségével. Ez volt az AlohaNET.

Az Aloha analízise ([3], 456-463) azon alapszik, hogy a keretek egyforma hosszúságúak, és

¹¹ Kendall's notation

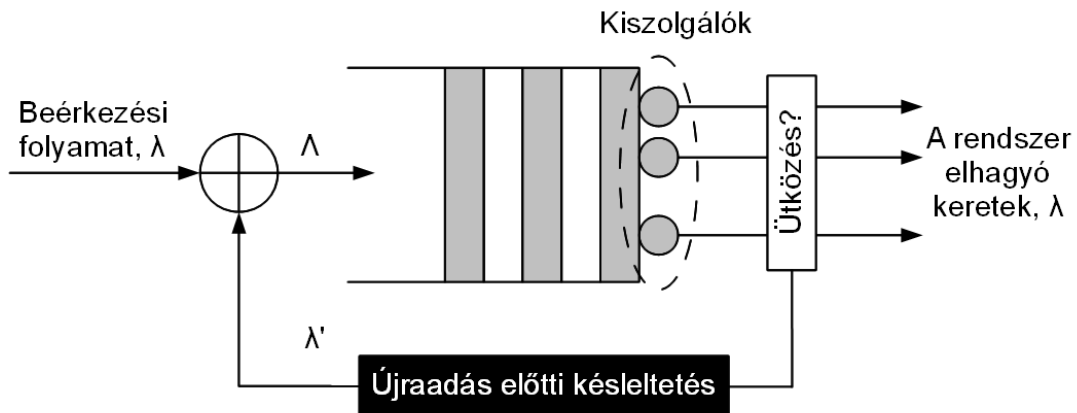


2. ábra. Norman Abramson professzor



3. ábra. Ütközések, az Aloha protokoll működése közben.

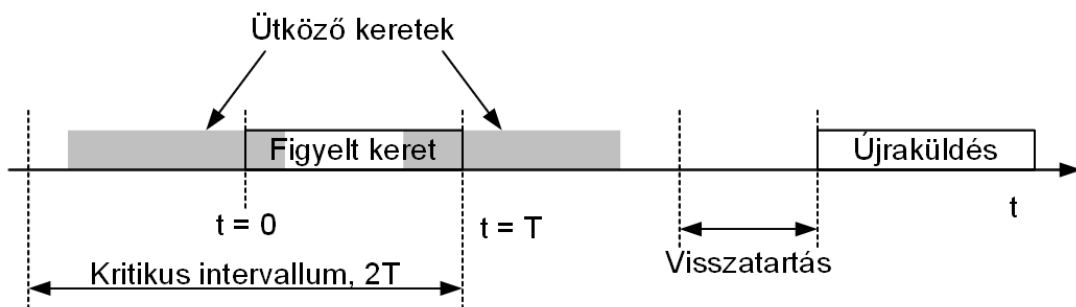
λ paraméterű Poisson-folyamat szerint érkeznek. Jelen esetben végtelen számú forrásról beszélünk, és a rendszert $M/D/\infty$ -nek tekintjük, D azért, mert minden keret T idő alatt halad át a csatornán. Az ütközések és más zavaró tényező miatt a teljes beérkezés nem Poisson-folyamat, viszont nem túl nagy az eltérés, és az egyszerű elemezhetőség miatt az újratovábbítást tekintjük λ' paraméterű Poisson-folyamatnak. Így a teljes rendszerben keringő igényszám $\Lambda = \lambda + \lambda'$ paraméterű Poisson-folyamatként kezelhető. Az Aloha protokollt a 4. ábrán szemléltetett modell írja le: A rendszerbe beérkező forgalom intenzitása $S = \lambda T$ Erlang, a teljes forgalomintenzitás $G = (\lambda + \lambda')T = \Lambda T$ Erlang. Amennyiben a rendszer stabil, úgy a beérkező keretek átlagos száma megegyezik a rendszerből kilépő keretek átlagos számával, és az S a rendszert elhagyó keretek intenzitását is jelzi. Következésképpen definiálhatunk egy mennyiséget, P_s , mely a sike-



4. ábra. Az Aloha protokoll modellje

resen átvitt keretek arányát mutatja meg a teljes forgalom (újratovábbítás, stb.) függvényében:

$$P_s = \frac{S}{G} \quad (3.1)$$



5. ábra. Az átvitel szempontjából kritikus időintervallum.

Az 5. ábra részletesen foglalkozik a keretek ütközésével. A megfigyelt keret továbbítása a $t = 0$ időpillanattól indul, és $t = T$ -ig tart. Amennyiben más állomás is szeretne adatot küldeni a kritikus időintervallumban, úgy ütközés lép fel. A kritikus tartomány $2T$ hosszúságú, $t = -T$ -től $t = T$ -ig, mivel minden keret egyforma T idő alatt továbbítódik. Ez azt jelenti, hogy a megfigyelt keret sikeresen továbbítódik, amennyiben Λ paraméterű Poisson-folyamat szerint nem érkezik igény a többi állomástól $2T$ ideig.

$$P_s = \frac{S}{G} = e^{-2\Lambda T} \quad (3.2)$$

Mivel $\Lambda T = G$, ezért

$$S = Ge^{-2G} \quad (3.3)$$

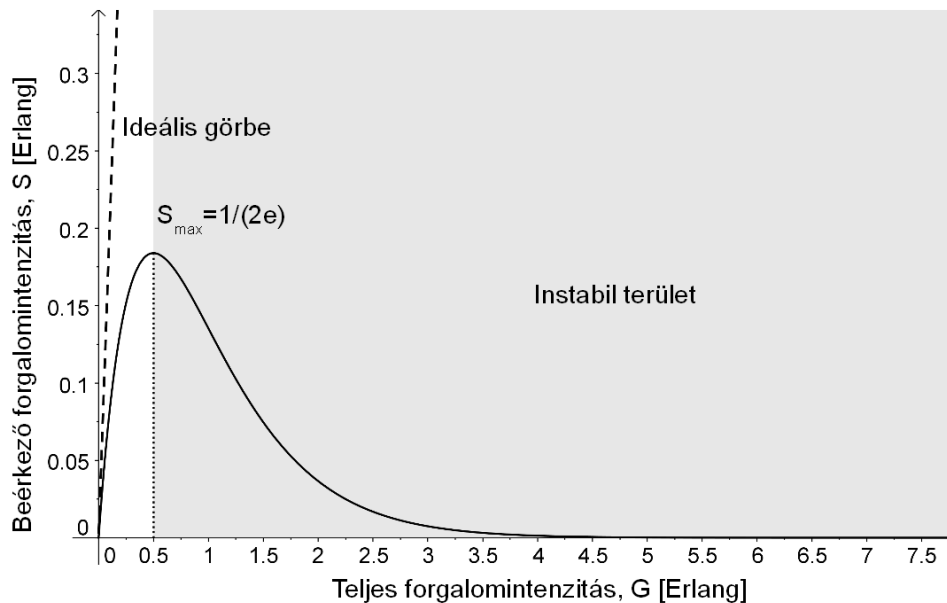
A 3.3. egyenletből következik, hogy ha $G \rightarrow 0$, akkor $S \rightarrow 0$, ha $G \rightarrow \infty$, akkor $S \rightarrow 0$. Látszik, hogy S felírható G függvényeként, melynek szélsőértéke (maximuma) van. Ezt úgy kaphatjuk meg, ha az egyenlet első deriváltját egyenlővé tesszük 0-val.

$$\frac{dS}{dG} = e^{-2G} + Ge^{-2G}(-2) = 0 \Rightarrow G = \frac{1}{2} \quad (3.4)$$

Az S a maximumát $G = 1/2$ -nél éri el, melyet a 3.3. összefüggésbe behelyettesítve kapjuk, hogy

$$S_{max} = \frac{1}{2e} \approx 18\% \quad (3.5)$$

Így kapjuk, hogy az Aloha protokoll csupán 18%-ban használj ki a maximális csatornakapacitást (0.18 Erlang). A 6. ábra az S -et ábrázolja a G függvényében. A szaggatott vonal az ideális



6. ábra. A beérkező igények intenzitása az összesített forgalom intenzitásának függvényében.

S/G görbét jelzi. A 6. ábrán szembeutnő, hogy a protokoll csupán $G \leq 1/2$ esetben stabil. Amint az érkezési intenzitás 0.18 Erlang fölé emelkedik, a rendszer instabillá válik azaz ha S

értéke meghaladja S_{max} -ot, az Aloha átviteli képessége drasztikusan lecsökken az ütközések, és újratovábbítások miatt. Az Aloha protokollt eléggé egyszerű implementálni, ám ennek az az ára, hogy a csatornkapacitásnak maximum 18%-át tudja kihasználni.

A protokollt az átviteli idő szempontjából vizsgálva ([3], 461-462) hasonló eredményt kapunk. A siker érdekében L kísérletet kell tenni a keret átküldésre, ez $P_s = e^{-2\Lambda T} = e^{-2G}$ paraméterű geometriai eloszlás.

$$P_{L=j} = P_s (1 - P_s)^{j-1} = e^{-2\Lambda T} (1 - e^{-2\Lambda T})^{j-1}, \quad j = 1, 2, \dots \quad (3.6)$$

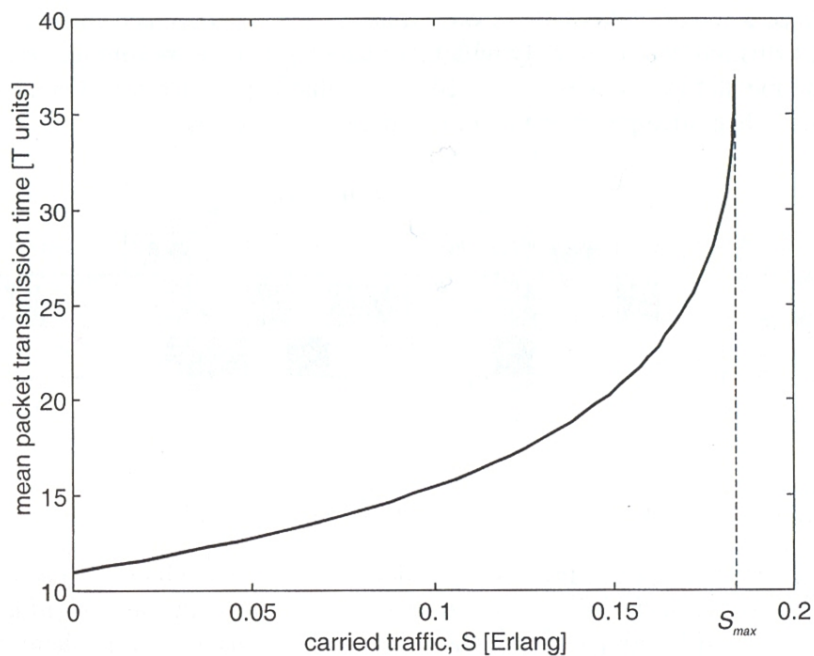
A sikeres átvitel érdekében tett kísérletek átlagos száma $1/P_s$, $E[T_p]$ pedig a sikeres átvitelhez szükséges átlagos időtartam.

$$\begin{aligned} E[T_p] &= \left(\frac{1}{P_s} - 1 \right) (T + \Delta + E[R]) + T + \Delta = \\ &= (e^{2G} - 1) (T + \Delta + E[R]) + T + \Delta, \quad G \leq \frac{1}{2} - re \end{aligned} \quad (3.7)$$

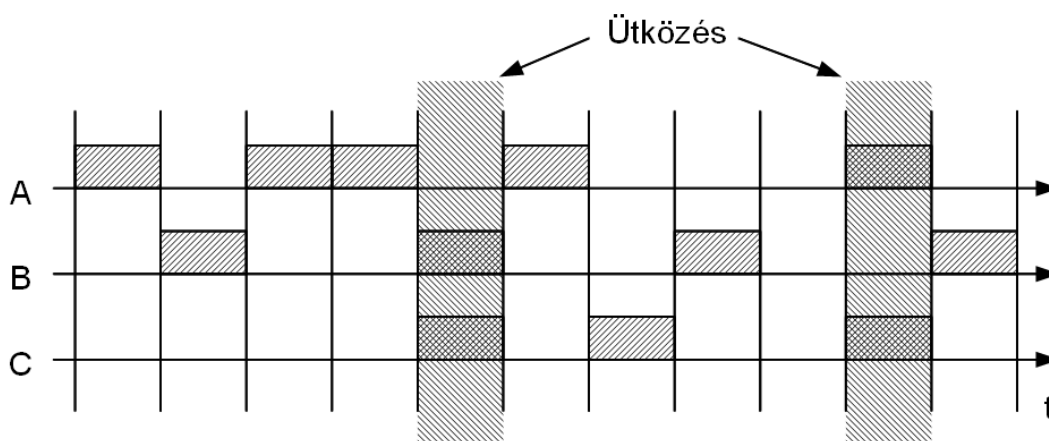
ahol Δ a jel terjedésének ideje a távoli állomástól a központig és vissza, $E[R]$ a keretek újraküldése közötti átlagos időtartam. Ebben az esetben elhanyagoljuk a nyugta (ACK) visszaérkezésének idejét. Észrevehető, hogy a G értékével együtt nő az $E[T_p]$ értéke is. A 7. ábra az átvitelhez szükséges időt mutatja a beérkezési intenzitás függvényében T egységekben. Látható, hogy amint S meghaladja az S_{max} értéket, az átlagos kerettovábbítási idő a végtelenhez tart, köszönhetően a túlszűfolt közegnek.

3.2. Réselet Aloha

Az Aloha az alacsony átbocsátóképessége miatt fejlesztésre szorult. Az időt részekre (slot) bontották, egy időrés alatt egyetlen keret átvitelére volt lehetőség. Az időrés mérete T , tehát a maximális méretű keretet T idő alatt lehetett átvinni. Ha egy állomás forgalmazni akart, meg kellett várnia, míg az aktuális időszel lejár, és a következőben megpróbálhatott adatot továbbítani persze, ha több csomópont is használta az időrést, úgy abban ütközés történt. A Réselet-Aloha analízisének ([3], 463-467) ugyanazt a modellt alkalmazzuk, amint az Alohánál.



7. ábra. Az átlagos keretátviteli idő a beérkező forgalomintenzitás függvényében.



8. ábra. Ütközések a Réselt-Aloha használatakor.

$M/D/\infty$ rendszer, melyben a keretek egyforma hosszúságúak, és a beérkezési intenzitás λ paraméterű Poisson-folyamat. A P_s értéke a 3.1. egyenlethez hasonlóan fejezhető ki, viszont itt a kritikus időintervallum hossza T . Az átvitel sikeres, amennyiben nincs egyéb forgalom a slot időtartama alatt, azaz Λ paraméterű Poisson-folyamat szerint nem érkezik igény.

$$P_s = \frac{S}{G} = e^{-\Lambda T} \Rightarrow S = Ge^{-G} \quad (3.8)$$

S -nek szintén van maximum értéke G szerint, mely úgy számolható ki, hogy a 3.8. egyenletet G szerint deriválva egyenlővé tesszük 0-val, majd a G értékét a 3.8. egyenletbe behelyettesítjük.

$$\frac{dS}{dG} = e^{-G} + Ge^{-G}(-1) = 0 \Rightarrow G = 1 \quad (3.9)$$

S maximuma $G = 1$ Erlang esetén érhető el, értéke:

$$S_{max} = \frac{1}{e} \approx 36\% \quad (3.10)$$

Ez még mindig nem túl nagy érték, viszont duplája az Aloha protokoll átbocsátóképességének. A Réselet-Aloha protokoll működése $S \leq S_{max}$ (vagy az ekvivalens $G \leq 1$) esetén stabil.

Az átlagos keretátviteli idő hasonló módon számítható ki, mint az Alohánál.

$$\begin{aligned} E[T_p] &= \frac{T}{2} + \left(\frac{1}{P_s} - 1 \right) (T + \Delta + E[R]) + T + \Delta = \\ &= \frac{T}{2} + (e^G - 1) (T + \Delta + E[R]) + T + \Delta, \quad G \leq 1 - re \end{aligned} \quad (3.11)$$

Az egyenletben elhanyagoljuk azt az időtartamot, amíg a nyugta keret visszaérkezik a feladó állomáshoz. Megfigyelhetjük, hogy az egyenletbe bekerült egy $T/2$ -es érték. Ez azért van, mert az igények folyamatosan, Poisson-folyamat szerint érkeznek, viszont várakozniuk kell addig, míg az aktuális időrés le nem jár. Mivel az időrés hossza T , átlagosan $T/2$ ideig kell várnia az igényeknek.

3.2.1. A Réselet-Aloha véges számú állomással

A korábbiakban $M/D/\infty$ modellt alkalmazva történt a protokollok vizsgálata, a következőkben pedig n darab független állomás esetén figyelhető meg a Réselet-Aloha viselkedése ([3],

466-467). Az igények beérkezése binomiális, ahol az S_i annak a valószínűsége, hogy az i -dik állomás sikeresen továbbított adatot a csatornán, G_i pedig a teljes keretátviteli valószínűség az i -dik állomás részéről (az újratovábbításokkal együtt). Feltesszük, hogy az állomások ugyanakora forgalmat generálnak. Ennek következtében a beérkező, és a rendszerben keringő keretek kifejezhetők a következőképpen:

$$S = \sum_{i=1}^n S_i = nS_i, \quad \text{valamint} \quad G = \sum_{i=1}^n G_i = nG_i \quad (3.12)$$

Annak a valószínűségét, hogy az i -dik állomás sikeres átvitelt hajt végre megkaphatjuk úgy, hogy vesszük annak a valószínűségét, hogy az állomás az aktuális időszelket használja, valamint annak a valószínűségét, hogy semelyik másik állomás nem akarja használni ugyanazt az időrést, és ennek a két értéknek vesszük a szorzatát.

$$S_i = \frac{S}{n} = \frac{G}{n} \prod_j (1 - G_j) \Rightarrow S = G \left(1 - \frac{G}{n}\right)^{n-1}, \quad \text{ahol } i \neq j \quad (3.13)$$

A 3.13. egyenletből ki lehet számítani a maximális S értéket, azaz a Réselet-Aloha maximális átbecsátóképességét n állomás esetén.

$$\begin{aligned} \frac{dS}{dG} &= \left(1 - \frac{G}{n}\right)^{n-1} + G(n-1) \left(1 - \frac{G}{n}\right)^{n-2} \left(-\frac{1}{n}\right) = 0 \\ \Rightarrow \left(1 - \frac{G}{n}\right)^{n-2} \left[1 - \frac{G}{n} - \frac{G}{n}(n-1)\right] &= 0 \end{aligned} \quad (3.14)$$

A fenti egyenletet triviálisan kielégíti a $G = n$, ekkor minden állomás egyszerre forgalmaz, és az ütközések miatt nincs átvitel. A másik megoldás a $G = 1$, ekkor

$$S = \left(1 - \frac{1}{n}\right)^{n-1} \quad (3.15)$$

Könnyen látszik, hogy $n \rightarrow \infty$ esetén:

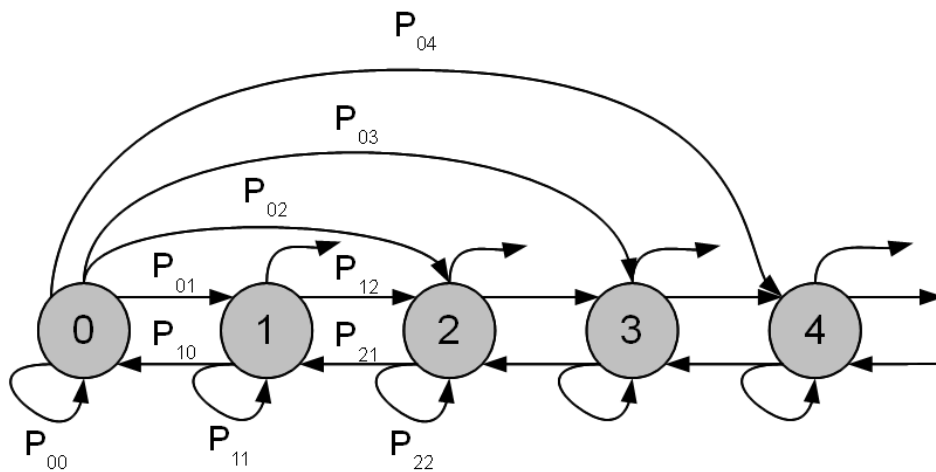
$$\lim_{n \rightarrow \infty} \left(1 - \frac{G}{n}\right)^{n-1} = e^{-G} \quad \Rightarrow \quad S = Ge^{-G} \quad (3.16)$$

Tehát ha az állomások száma tart a végtelenhez, akkor a 3.8. kifejezésben tárgyalt esetet kapjuk.

3.2.2. Az Aloha protokoll ideális csomagfogadás esetén

Az ideális csomagfogadás esetében n állomás forgalmaz egyidőben, melynek következtében ütközés áll elő, ám a központi állomás ebben az esetben is képes fogadni egyetlen, az ütközésben résztvevő állomás keretét hibamentesen¹². A sikeresen átvitt keret egyenletes eloszlással kerül kiválasztásra, n keret esetén annak a valószínűsége, hogy az i -diket ($1 \leq i \leq n$) sikerül fogadni $P_i = 1/n$.

Ebben a szakaszban a Réselet-Aloha protokoll kerül vizsgálatra végtelen számú állomás esetén, a 3.1. egyenletet alkalmazva ([3], 467-470). A 9. ábrán a protokollt modellező Markov lánc látható. A láncban az egyes állapotok, az időrések birtoklásáért versengő állomások számát jelölik. Az egyes P_{ij} értékek megadják az i -dik állapotból a j -dik állapotba való átmenet valószínűségét. $\sum_i P_{ij} = 1, \forall j = 0, 1, \dots$ azaz a csomópontból kifelé mutató nyilakhoz tartozó valószínűségek összege mindig 1. Megfigyelhető, hogy amennyiben $i < j$, akkor igény érkezik



9. ábra. A Réselet-Aloha modellezése Markov-lánccal.

a rendszerbe, ha $i > j$, akkor az ütközéselkerülő vagy kiválasztó folyamatnak köszönhetően a rendszerben lévő igények száma csökken.

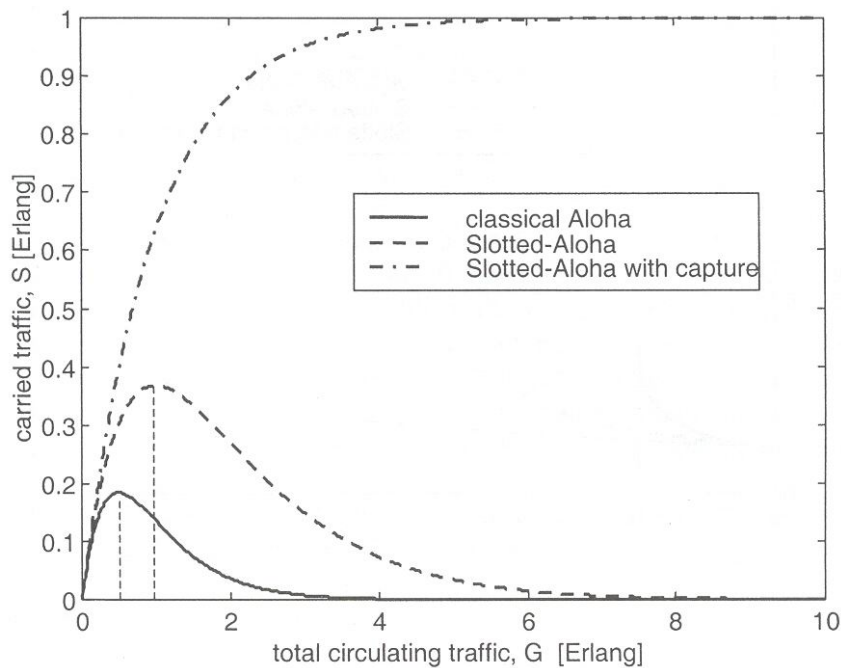
A beérkezés λ paraméterű, a teljes forgalom Λ paraméterű Poisson-folyamat, $G = \Lambda T$. A

¹² Ezzel a kiegészítéssel mind az Aloha, mind Réselet-Aloha vizsgálható.

P_s a különböző n értékek súlyozott összegéből áll elő.

$$\begin{aligned}
 \frac{S}{G} = P_s &= \sum_{n=0}^{\infty} \frac{1}{n+1} P_n = \sum_{n=0}^{\infty} \frac{1}{n+1} \frac{(\Lambda T)^n}{n!} e^{-\Lambda T} = \\
 &= \frac{e^{-\Lambda T}}{\Lambda T} \sum_{i=1}^{\infty} \frac{(\Lambda T)^i}{i!} = \frac{e^{-\Lambda T}}{\Lambda T} \left[\sum_{i=0}^{\infty} \frac{(\Lambda T)^i}{i!} - 1 \right] = \\
 &= \frac{e^{-\Lambda T}}{\Lambda T} [e^{\Lambda T} - 1] = \frac{1 - e^{-\Lambda T}}{\Lambda T} \Rightarrow S = 1 - e^{-G}
 \end{aligned} \tag{3.17}$$

A 3.17. egyenletből látható, hogy az S a G -nek monoton növekvő függvénye. $G = 0$ -nál $S = 0$, és ahogy G növekszik, S úgy konvergál a maximális értékéhez, az 1-hez, ami a maximális beérkezési intenzitást jelenti. A protokollnak az ideális csomagfogadás miatt nincsenek stabilitási követelményei, ugyanis minden esetben stabilan viselkedik. A 10. ábrán a klasszikus Aloha, a Résealt-Aloha, és az ebben a részben tárgyalt kiegészítéssel működő Résealt-Aloha összehasonlítása látható a beérkező, és a teljes forgalom szerint. Látható, hogy az átbecsátóképesség a stabilitási pontig nő, majd folyamatosan csökken. Az átlagos keretátviteli idő kiszámításához ki



10. ábra. Az egyes Aloha verziók összehasonlítása

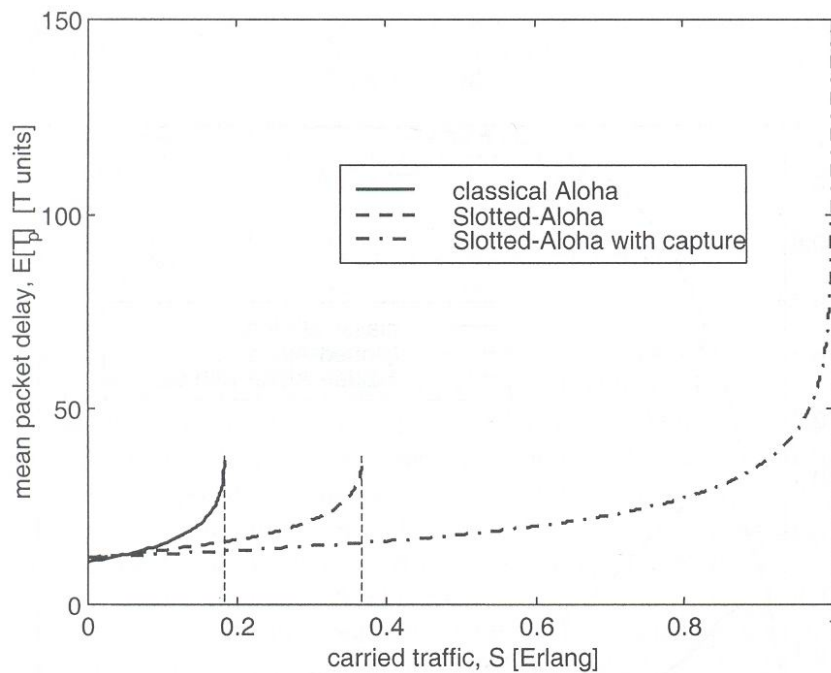
kell fejezni a G -t az S függvényében, ebből kapjuk, hogy

$$G = -\ln(1 - S) \Rightarrow P_s = -\frac{S}{\ln(1 - S)} \quad (3.18)$$

A 3.11. kifejezésbe P_s értékét behelyettesítve

$$\begin{aligned} E[T_p] &= \frac{T}{2} + \left(\frac{1}{P_s} - 1\right)(T + \Delta + E[R]) + T + \Delta = \\ E[T_p] &= \frac{T}{2} + \left(\frac{G}{1 - e^{-G}} - 1\right)(T + \Delta + E[R]) + T + \Delta, \quad \forall G > 0 \\ E[T_p] &= \frac{T}{2} + \left(-\frac{S}{\ln(1 - S)} - 1\right)(T + \Delta + E[R]) + T + \Delta, \quad 0 \leq S < 1 \end{aligned} \quad (3.19)$$

Mivel az ideális csomagfogadás esetén nincs szükség késleltetésre az újraküldés előtt, ezért $E[R] = 0$. A 11. ábra az átlagos kerettovábbítási időt ábrázolja a beérkezési intenzitás függvényében. Amennyiben az intenzitás a stabilitási feltétel alatt marad, úgy ez még meghatározható, felette már nem.



11. ábra. Az Aloha változatainak átlagos kerettávíteli ideje

4. Vivőjel érzékeléses közeghozzáférés

Az előző fejezetben tárgyalt protokollok az átviteli közeghez véletlen módon, a közegen folyó esetleges kommunikáció figyelése nélkül férnek hozzá. Ezt a tényt figyelembe véve a 36%-os maximális kihasználtság nem is tűnik olyan kevésnek, viszont minden más nézőpontból az. Ezt a hatékonyságot csak úgy lehet elérni, ha a keretek mérete úgy alakul, hogy az átvitelükhöz szükséges idő sokkal kevesebb, mint a jelterjedési késleltetés¹³. A vezetékes hálózatokba kapcsolt állomások már képesek voltak a közegen folyó kommunikáció észlelésére. Ezeknek a hatásfoka már jóval meghaladta a 36%-ot. Az ilyen elven működő protokollokat nevezik CSMA, azaz vivőjel érzékeléses többszörös hozzáférésű protokolloknak. Itt nem akkora a különbség réselt, és a nem réselt eset között, mint az Alohanál.

Ezen protokollok használatakor is felléphet ütközés az osztott közegen, viszont sokkal kisebb százalékban, mint a korábban tárgyalt esetekben ([3], 470-472). Legyen τ a maximális jelterjedési idő a hálózat két legtávolabbi pontja között. Tegyük fel, hogy B csomópont $t = 0$ időpillanatban kezd el forgalmazni, a D állomás ezt $t = \tau$ pillanatban érzékeli, ám D csomópont $t = \tau - \epsilon$ -ban (ϵ egy elemi pozitív szám) a közeget üresnek detektálja és megkezdi a forgalmazást, melynek következtében ütközés történik. Látható, hogy τ a kritikus időintervallum. A protokollok hatékonyságának leírására megfogalmazható egy "a" érték, mely minél kisebb, annál hatékonyabb az átvitel.

$$a = \frac{\tau}{T} \quad (4.1)$$

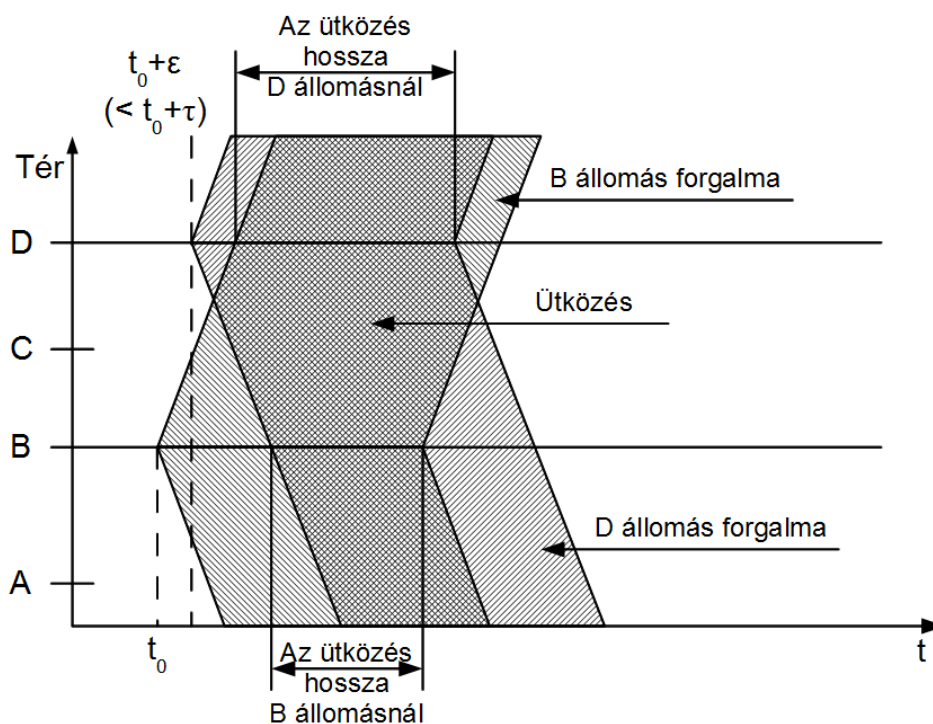
Amennyiben $\tau = 0$ úgy a vivőjel érzékelés miatt nem léphet fel ütközés, ám ez a feltétel nem valósul meg.

4.1. Nem-kitartó CSMA

Ha egy csomópont szeretne keretet küldeni, azt a következő módon teszi:

- Megvizsgálja, hogy az osztott közegen folyik-e valamiféle kommunikáció. Amennyiben nem, abban az esetben forgalmazni kezd.

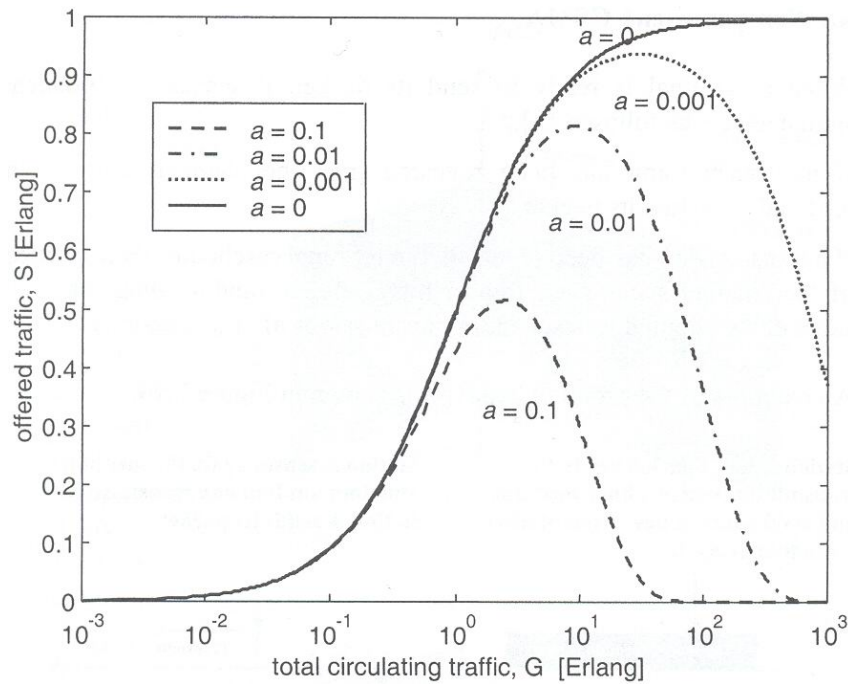
¹³ Propagation delay



12. ábra. Ütközés CSMA használatakor

- Abban az esetben, ha a csatorna foglalt, úgy véletlen ideig várakozik.
- A várakozás után ismét "belehallgat" a csatornába, és ha az üres, megkezdte a saját adatainak továbbítását. Ha újból foglalt a csatorna, úgy ismét véletlen ideig vár.

Amennyiben a csomópont sikeresen megkezdte a forgalmazást, még nem lehet tudni, hogy a keret ütközés nélkül célba jut-e, a korábbiakban tárgyalt jelterjedési késleltetés miatt. Érdekes megfigyelni, hogy a csatorna kihasználtsága hogyan változik a jelterjedési késleltetés, és az átviteli időtartam arányának függvényében. A 13. ábrán ([3], 473-474) a beérkező forgalomintenzitás látható a teljes, rendszerben lévő forgalom függvényében. Megfigyelhető, hogy az "a" érték csökkenésével hogyan nő a csatorna kihasználtsága. Az ideális eset, az $a = 0$, mikor a rendszerben nem lép fel jelterjedési késleltetés, így ütközés sem. Ekkor elérhető a csatorna maximális kapacitása, bár sajnos ez csak elméleti lehetőség. A valóságban az ütközéseken kívül a zajos csatorna is ront a hatásfokon.



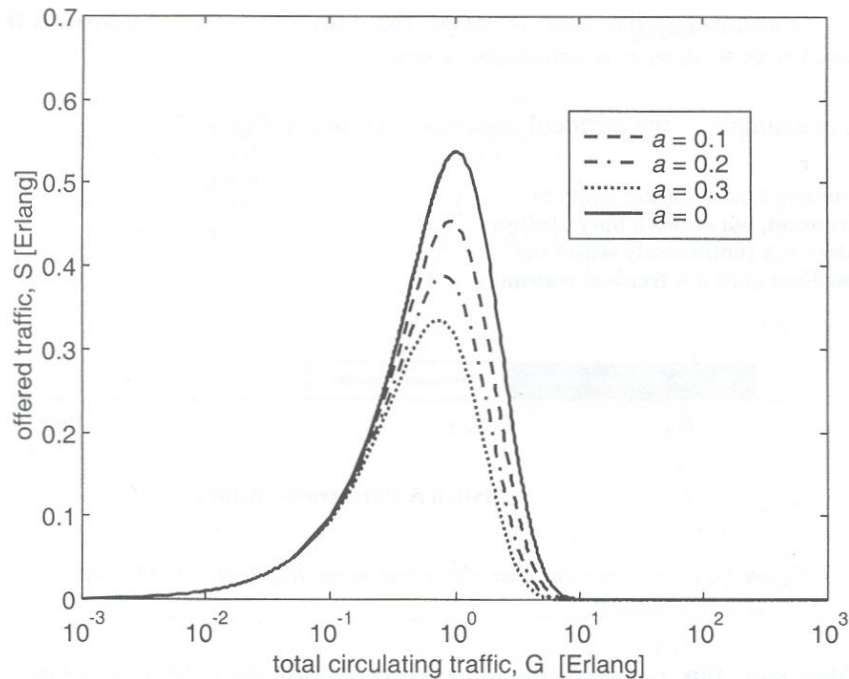
13. ábra. A nem-kitartó CSMA viselkedése

4.2. 1-kitartó CSMA

A protokoll működését a következőképpen lehet leírni:

- Ha egy állomás forgalmazni szeretne, megvizsgálja, hogy használja-e a közeget más csomópont. Amennyiben a csatorna szabad, a csomópont azonnal elkezdi forgalmazni.
- Ha a csatorna foglalt, a csomópont várakozik. Amint befejeződik a megkezdett üzenetküldés, az állomás abban a pillanatban (1 valószínűséggel) forgalmazni kezd.

A CSMA ezen változatának előnye az előzőhöz képest, hogy a keretek közötti idő tart a 0-hoz, hátránya viszont, hogy amennyiben egyszerre több állomás kívánja használni a közeget, úgy a már fennálló keretküldés befejeztével a konkurens hosztok egyszerre kezdik saját adatuk továbbítását, mely garantáltan ütközéshez vezet. Az előző protokollal összehasonlítva több ütközést engedélyez, még akkor is ha $\tau = 0$. A 14. ábrán látható, hogy ideális esetben ($a = 0$) sem éri el a maximális 1 Erlangos értéket a görbe. Kimondható tehát, hogy hatékonyabb



14. ábra. Az 1-kitartó CSMA viselkedése

a nem-kitartó protokoll véletlenszerűen megkezdett keretküldése, mint a jelenlegi 1-kitartó forgalmazás determinisztikussága.

4.3. p -kitartó CSMA

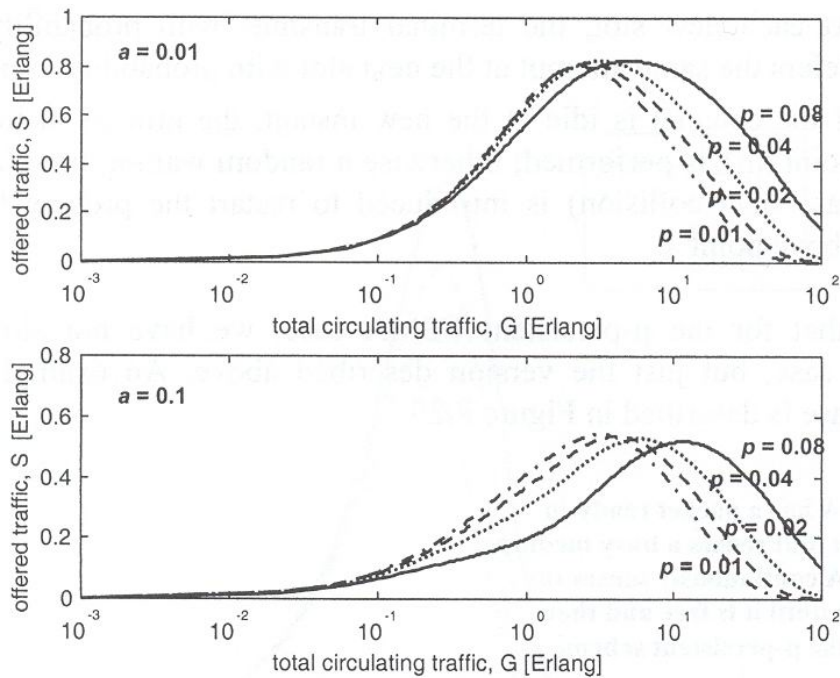
Ez a protokoll az előbbi két CSMA változat előnyeit kihasználva született. Működése a következő:

- Ha a csatorna üres, az állomás forgalmazni kezd.
- Ha a csatorna foglalt, az állomás várakozik, míg a küldés véget nem ér.
- Mikor a közegen befejeződik az átvitel, egy réselt közeghozzáférési algoritmus fut le, ahol az időrés mérete τ .
- Minden időrés elején a csomópont döntést hoz. A névben szereplő p valószínűséggel megkezdí a forgalmazást az adott időrésben, $1 - p$ valószínűséggel újabb τ ideig

várákozik.

- Az újabb τ idő lejárta után üres csatorna esetén megismétlődik az előző lépés szintén p valószínűséggel.
- Amennyiben ütközés történik az állomások véletlen ideig várákznak, majd előlről kezdik a közeghozzáférési folyamatot.

A protokoll hatékonysága függ az a és a p értékektől is. A 15. ábra az S értékét ábrázolja a



15. ábra. A p -kitartó CSMA viselkedés különböző paraméterek esetén

G függvényében különböző a és p értékek mellett.

4.4. A CSMA analízise

Ha a csatornán megvalósított kommunikációt leegyszerűsítjük, azt láthatjuk ([3], 482-485), hogy foglalt (B), és üres (I) periódusok váltogatják egymást. Tekintsünk egy olyan ciklust, amelyben egy foglalt, és egy üres periódus található. Ezeken felül legyen U egy keret sike-

res, ütközés nélküli átvitelének ideje az előbb említett ciklus közben. A beérkezési intenzitás felírható

$$S = \frac{E[U]}{E[B] + E[I]} \quad (4.2)$$

alakban. Legyen T egy keret átviteléhez szükséges idő, τ pedig a jelterjedési késleltetés. Ahhoz, hogy egy keretet sikeresen átvigyünk a közegen, kell egy foglalt periódus, melyben csak egyetlen állomás forgalmaz. Az átvitelhez szükséges idő $B = T + \tau$, ugyanis miután a keret elhagyta a forrást, a csatornát ezen felül τ ideig nem használhatja más csomópont. Abban az esetben, ha ütközés történik, a foglaltsági periódus $T + \tau$ időnél hosszabb.

S meghatározásához fejezzük ki a 4.2. kifejezésben szereplő értékeket. A rendszerbe beérkező forgalom intenzitása legyen λ paraméterű Poisson-folyamat, a hiba vagy ütközés következtében újraküldendő keretek λ' paraméterű Poisson-folyamat szerint érkeznek, $\Lambda = \lambda + \lambda'$. A Λ paraméterű Poisson-folyamatnak köszönhetően az üres periódusok várható értéke:

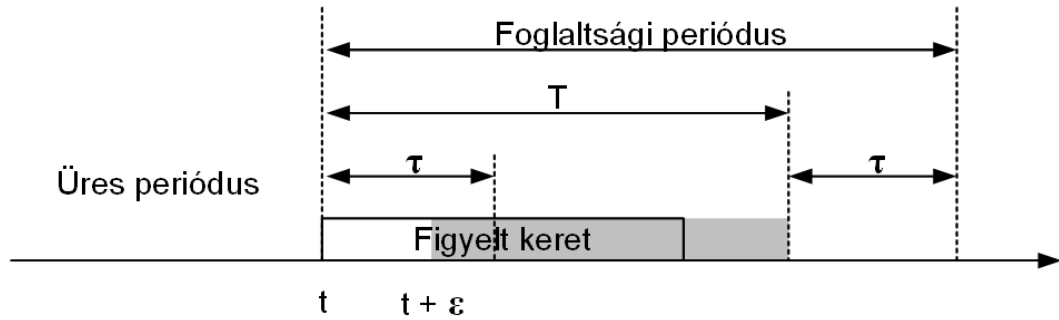
$$E[I] = \frac{1}{\Lambda} \quad (4.3)$$

A keret sikeres átvitele T ideig tart, amennyiben a kibocsátástól mért τ időn belül más állomás nem kezd forgalmazni Λ paraméterű Poisson-folyamat szerint.

$$U = \begin{cases} T, & e^{-\Lambda\tau} \text{ valószínűséggel} \\ 0, & \text{egyébként} \end{cases} \Rightarrow E[U] = Te^{-\Lambda\tau} \quad (4.4)$$

A B meghatározásához a 16. ábra nyújt segítséget. Az üres periódus végén a t -dik időpillanatban egy T idő alatt átvihető keret küldése kezdődik. Ha Λ paraméterű Poisson-folyamat szerint egy másik csomópont $t + \tau$ időn belül forgalmazni kezd, ütközés történik. Legyen ϵ egy $0 \leq \epsilon < \tau$ érték. Tegyük fel, hogy $t + \epsilon$ pillanatban egy másik állomás üresnek érzékeli a csatornát, és forgalmazni kezd, ekkor ütközés történik. A foglaltsági periódus t -dik pillanatban kezdődik, és $t + \epsilon + T + \tau$ időpillanatban ér véget. Így $B = \epsilon + T + \tau$. Ez egyenlet jobb oldalának minden tagját ismerjük, kivéve ϵ -t.

$$\begin{aligned} F_\epsilon(x) &= P\{\epsilon \leq x\} = \\ &= P\{\tau - x \text{ ideig nincs beérkezés}\} = e^{-\Lambda(\tau-x)} \end{aligned} \quad (4.5)$$



16. ábra. Az átlagos foglaltsági periódus

Az eloszlásfüggvényhez tartozó sűrűségfüggvény:

$$f_{\epsilon}(x) = \frac{d}{dx} F_{\epsilon}(x) = \Lambda e^{-\Lambda(\tau-x)} \quad (4.6)$$

A 4.6. kifejezésből kiszámítható ϵ várható értéke, ami:

$$\begin{aligned} E[\epsilon] &= \int_0^{\tau} x f_{\epsilon}(x) dx = \int_0^{\tau} x \Lambda e^{-\Lambda(\tau-x)} dx = \\ &= \frac{e^{-\Lambda\tau}}{\Lambda} \int_0^{\tau} x \Lambda e^{\Lambda x} dx = \frac{e^{-\Lambda\tau}}{\Lambda} [x \Lambda e^{\Lambda x} - e^{\Lambda x}]_0^{\tau} = \tau + \frac{e^{-\Lambda\tau} - 1}{\Lambda} \end{aligned} \quad (4.7)$$

Ennek segítségével kiszámítható B várható értéke.

$$E[B] = E[\epsilon] + T + \tau = 2\tau + \frac{e^{-\Lambda\tau} - 1}{\Lambda} + T \quad (4.8)$$

Felhasználva, hogy $a = \tau/T$, és $\Lambda\tau = Ga$ és az eredeti, 4.2. kifejezésbe behelyettesítve a 4.3. 4.4. és 4.7. egyenletek eredményeit kapjuk, hogy:

$$S = \frac{E[U]}{E[B] + E[I]} = \frac{T e^{-\Lambda\tau}}{2\tau + \frac{e^{-\Lambda\tau} - 1}{\Lambda} + T + \frac{1}{\Lambda}} = \frac{G e^{-Ga}}{G(1 + 2a) + e^{-Ga}} \quad (4.9)$$

Ha az ideális esetet vesszük szemügyre, melyben $a \rightarrow 0$ ami azt jelenti, hogy a jelterjedési késleltetés elhanyagolhatóan kicsi, a következő egyszerű megoldást kapjuk

$$S = \frac{G}{G + 1} [\text{Erlang}] \quad (4.10)$$

Végül az átlagos kerettovábbítási idő az Alohanál látott módon számolandó. A kifejezésben nincs benne a nyugtakeret küldésének ideje.

$$\begin{aligned} E [T_p] &= \left(\frac{1}{P_s} - 1 \right) (T + \Delta + E [R]) + T + \Delta = \\ &= Ge^{Ga} (1 + 2a) (T + \Delta + E [R]) + T + \Delta \end{aligned} \quad (4.11)$$

5. A WiFi

Sokan nem tudják, de amit mi a köznapi szóhasználatban "wifi"-nek nevezünk, az valójában nem a technológia neve, hanem egy minősítés, mellyel egy globális nonprofit szervezet, a Wireless Fidelity Alliance látja el az egyes termékeket [14]. Erre azért van szükség, mert a számtalan eszközgyártó termékei nem minden esetben kompatibilisek, hiába van feltüntetve rajtuk ugyanaz a 802.11x szabványnév.

5.1. Az IEEE 802.11-es szabványcsalád

Az IEEE¹⁴ 802.11 szabványcsalád tagjai de facto¹⁵ [7] szabványok, mindannyian ugyanazt a közeghozzáférési algoritmust használják. Feltehető a kérdés, hogy akkor miért van szükség több szabványra? A legszembevetőbb különbség az OSI referenciamodell fizikai rétegében figyelhető meg, ugyanis az egyes protokollok eltérő jelmodulációs technikákat, sőt eltérő frekvenciasávokat használhatnak. A 802.11-es protokollok az ipari, tudományos és orvosi célokat szolgáló ISM¹⁶ sávokban működnek. Nem egy kitüntetett frekvenciát használnak, hanem egy frekvenciatartományt, és ebben a tartományban sugároznak kisebb teljesítménnyel (szórt spektrum).

– A "legacy" 802.11 2.4 GHz¹⁷-es frekvencián működik, sebessége 1 illetve 2 Mbps. A

¹⁴ Institute of Electrical and Electronics Engineers

¹⁵ Elterjedt, a szakma által elfogadott, és a gyakorlati életben is használt technikák, melyeket később szabványosíthatnak.

¹⁶ Industrial, Scientific and Medical

¹⁷ korai változata 900 MHz-en is működött

”legacy” változatot gyorsan kiszorította a 802.11b.

- A 802.11b szintén a 2.4 GHz-en működik, Maximális átviteli sebessége 11 Mbps. A legacy változat által használt modulációkat is alkalmazza a visszafelé kompatibilitás végett.
- A 802.11a szabvány 5 GHz-es tartományban üzemel, mert ez kevésbé zsúfolt, mint a 2.4 GHz, viszont a magasabb frekvencián hamarabb elnyelődnek az elektromágneses hullámok. Sebessége 54 Mbps.
- A 802.11g visszatér a 2.4 GHz tartományba, és visszafelé kompatibilis a 802.11-el és 802.11b-vel. Sebessége 54 Mbps.
- A 802.11n mind 5, mind 2.4 GHz-en működik, az összes előző szabvánnyal kompatibilis, sebessége akár a 600 Mbps-t is elérheti. MIMO¹⁸ technikát használ, melynek lényege, hogy adó és vevő oldalon több antenna található a teljesítmény növelése érdekében.

Az egyes technikák az ISM sáv átvitelre használt részét 14 csatornára osztják¹⁹, melyek részben átfedik egymást. A hozzáférési pontok telepítésekor az interferencia kiküszöbölése végett figyelni kell a csatornakiosztásra. Az ajánlott kiosztás 1, 6 és 11, mert ezek a csatornák nem fedik át egymást. Ennek segítségével méhsejt szerű cellák kialakításával, és a csatorna újrahasználásával bármekkora terület lefedhető.

A 802.11 architektúrákat a következő csoportosítás mutatja meg:

- IBSS²⁰: Az IBSS néhány 208.11 állomásból áll, melyek közvetlenül (ad hoc módon), kommunikálnak egymással központi állomás igénybevétele nélkül.
- BSS²¹: A kliensek egy központi állomáshoz csatlakoznak. Az állomások nem kommunikálnak közvetlenül egymással, hanem csak a központon keresztül. A hozzáférési pontok

¹⁸ Multiple-Input Multiple-Output

¹⁹ Észak Amerikában 11 csatornát használnak

²⁰ Independent Basic Service Set

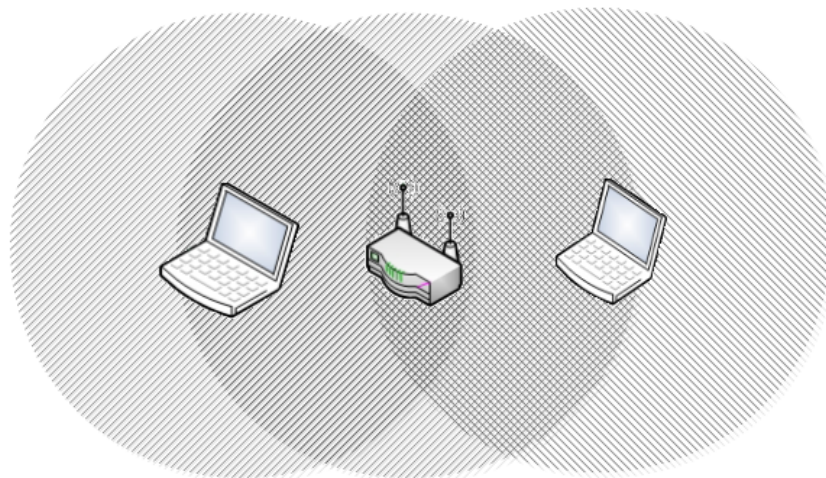
²¹ Basic Service Set

általában vezetékes hálózati összeköttetéssel rendelkeznek, így ezt a módot infrastruktúrális módnak nevezzük.

- ESS²²: Amennyiben több BSS-t valamilyen hálózati gerinc (DS²³) segítségével összekötünk, úgy a BSS-ek halmazát ESS-nek hívjuk.

5.2. Problémák a vezeték nélküli hálózati átvitelben

Az egyik legtipikusabb hozzáférési probléma a vezeték nélküli rendszerekben a rejtett csomópont probléma ([3], 495-497), [2], ([6], 395-397). Ez abban az esetben következik be, ha a központi hozzáférési pont képes kommunikálni az összes asszociált csomóponttal, a távoli állomások is képesek a központon való üzenetváltásra, viszont úgy helyezkednek el, hogy egymás jeleit már nem tudják érzékelni, hiába tartózkodnak azonos cellában. A 17. ábrán látható, hogy a vezeték nélküli kliensek nem érzékelik egymás jeleit.



17. ábra. A rejtett terminál probléma

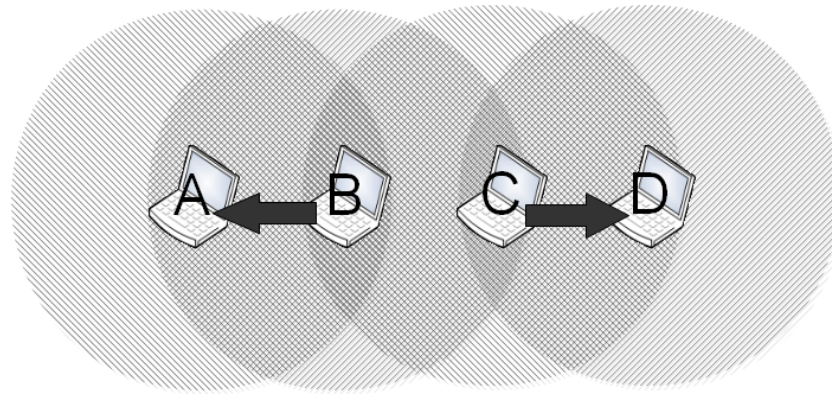
Hasonló eset a kizárt²⁴ csomópont probléma. A 18. ábra az előzőhöz hasonló elrendezést mutat. *B* állomás forgalmaz *A* állomásnak, eközben *C* szeretne forgalmazni *D* csomópontnak,

²² Extended Service Set

²³ Distribution System

²⁴ Exposed terminal

viszont *C* érzékeli az *A* és *B* közötti kommunikációt, ezért a foglalt közeg miatt nem tud forgalmazni *D*-nek.



18. ábra. A kizárt terminál probléma

5.3. Az IEEE 802.11 közeghozzáférése

A MAC alréteg felelős a felsőbb rétegből érkező protokoll adatelem keretezéséért, darabolásáért, címzéséért, a hibadetektálásért és a csatornafoglalásért. Két közeghozzáférési módot definiál a szabvány, melyeket kombinálva alkalmaznak a protokollok.

- DCF²⁵: Az elosztott közeghozzáférés esetén egy versengés alapú kötelező szolgáltatás, mely aszinkron adatátvitelre, és a késleltetésre érzéketlen adatok továbbítására alkalmas (például elektronikus levelezés, ftp).
- PCF²⁶: Ez egy versengés mentes szolgáltatás, mely az időfüggő, késleltetésre érzékeny adatok továbbításánál használatos (például valós idejű hang- és videóátvitel). Infrastrukturális módban opcionálisan használható, a DCF módszert alapul véve egy lekérdező sémát valósít meg. A hozzáférési pont sorra lekérdezi a klienseket a közeghozzáférés szándékáról, ezzel kiküszöbölve a versengést.

²⁵ Distributed Coordination Function

²⁶ Point Coordination Function

5.3.1. A DCF mód

A DCF a CSMA/CA²⁷ közeghozzáféréseken alapszik, és az ad hoc hálózatoknál nélkülözhetetlen módszer ([3], 498-503), [2], ([6], 397-405). A vezeték nélküli csomópontok minden egyes keret továbbítása előtt versengenek a közegért. A vezetékes hálózatoknál használt CSMA/CD²⁸ protokoll vezeték nélküli esetben nem alkalmazható éppen a rejtett terminál probléma miatt, valamint ehhez társul, hogy az interfészártyának egyszerre kellene sugároznia, és figyelnie a közeget, mely az eszközök árának növekedését eredményezné.

A CSMA/CA speciális időközöket definiál a keretek továbbítása között. Ezek értékei a rendszer fizikai tulajdonságaitól függenek.

- SIFS²⁹: A rövid keretek közötti időköz rendelkezik a legmagasabb prioritással. A nyugtakeretek továbbítása előtt szükséges várakozási időt adja meg. Értéke 802.11b esetében $10\mu s$
- DIFS³⁰: Ez a legalacsonyabb prioritású időköz, a DCF aszinkron átvitel esetén a közeghasználat előtt szükséges várakozási idő. Értéke a résidő kétszeresének és a SIFS időnek az összege. Értéke 802.11b esetében $50\mu s$
- Résidő: Az állomások a szükséges IFS idő lejárta után véletlen ideig várakoznak, ez a véletlen idő jól meghatározott időrésnek az egész számú többszöröse. Értéke 802.11b esetében $20\mu s$

Annak meghatározására, hogy az átviteli közeg foglalt-e kétféle módszer alkalmazható. A csatorna foglalt abban az esetben, ha legalább az egyik technika szerint használatban van.

- Vivőjel érzékelés: A fizikai réteg végzi, függ a médiumtól és a modulációs technikától.

²⁷ Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance

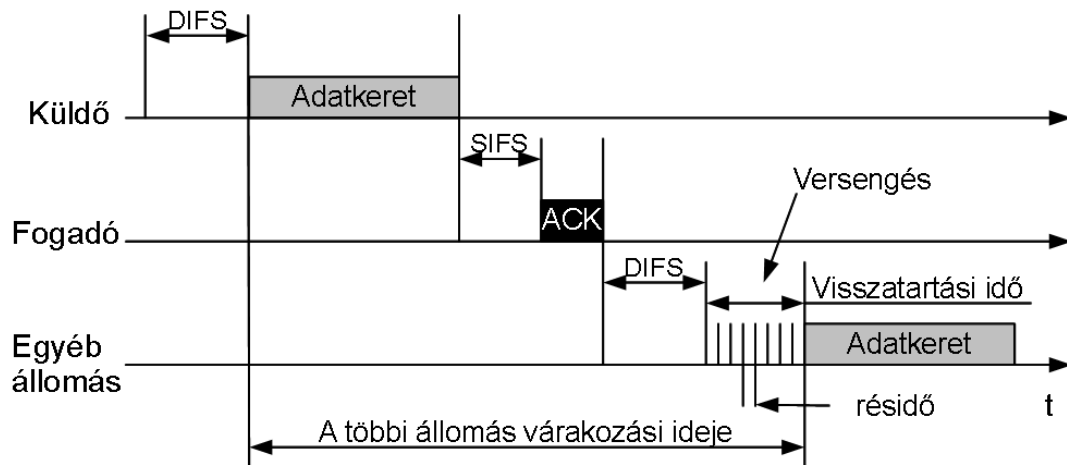
²⁸ Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection

²⁹ Short Inter Frame Spacing

³⁰ DCF Inter Frame Spacing

- Virtuális vivőjel érzékelés: A MAC alréteg végzi egy NAV³¹ paraméter segítségével. Ez lényegében egy időzítő, mely megmondja, hogy előreláthatólag mennyi ideig lesz foglalt a közeg. Ez magában foglalja a nyugtakeret átvitelének idejét is.

Az alap CSMA/CA esetén a közeghozzáférés a 19. ábra szerint történik.



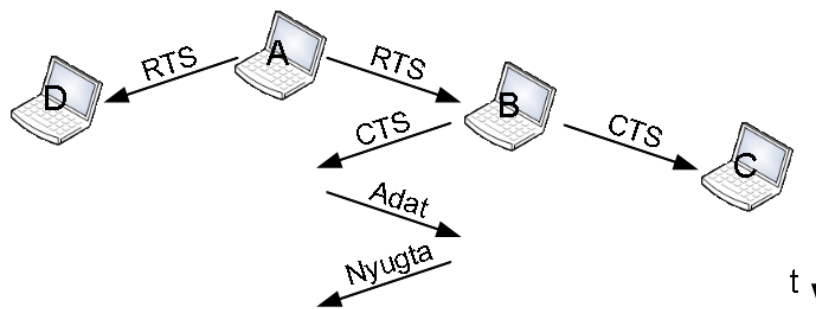
19. ábra. Az alap CSMA/CA működése

- Ha az állomás forgalmazni szeretne, az adás megkezdése előtt megvizsgálja, hogy folyik-e kommunikáció a közegen. Amennyiben nem és a NAV érték is 0, DIFS ideig várakozik, és ha akkor sem érzékel forgalmat, kibocsátja a keretét a közegre.
- Amennyiben a közeg foglalt, úgy a csomópont várakozik.
- Ha a közeg felszabadul, DIFS ideig várakozik, majd egy várakozási időzítőt indít el, melynek értéke véletlenül generálódik, és a résidő többszöröse. A várakozás megszakad, amint más állomás veszi használatba a közeget.
- Ha a számláló elérte a nullát, és még mindig nincs forgalom, úgy a keret kibocsátható. A célállomás fogadja a keretet, és amennyiben az nem sérült az átvitel során, úgy SIFS ideig várakozik és nyugtakeretet küld.

³¹ Network Allocation Vector

- Ha a keret sérült, akkor a célállomás nem küld vissza nyugtakeretet a forrásnak.

A növekvő adatforgalom, és a jelentős számú egymással versengő állomás miatt a CSMA/CA-t továbbfejlesztették. A kommunikáció kiegészült két kerettel. Az RTS³² egy kérés mely a közeg használatának igényét jelzi, erre SIFS időn belül érkezik a vevő oldalról a CTS³³ mely jelzi, hogy készen áll a fogadásra az állomás. A 20. ábrán látható, hogy az üzenetek terjedése segítségével kiküszöbölhető a rejtett állomás probléma.



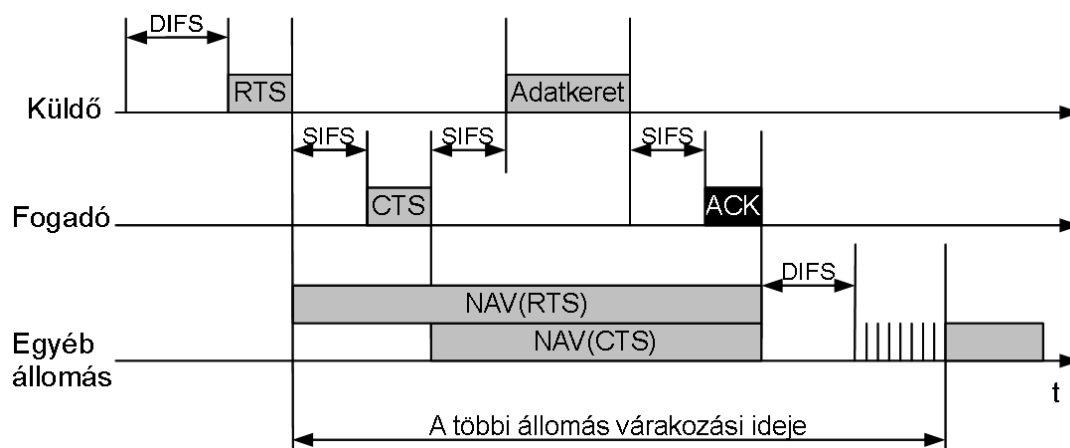
20. ábra. Az RTS/CTS protokoll

A állomás egy RTS kerettel jelzi B számára, hogy üzenetet szeretne küldeni. A keretet fogadja D is, és a benne szereplő NAV értéket felhasználva várakozik. Az RTS és CTS keretek tartalmazzák a küldő címét, a fogadó címét, és a NAV értéket. Amennyiben a közeg szabad, B egy CTS keretet küld A-nak, melyet C állomás is érzékel, és a keretben lévő NAV alapján várakozik. A kommunikáció közben C és D állomások várakoznak, nem zavarják az átvitelt. Ez a technika növeli az átvitel hatékonyságát, mivel csökkenti az ütközések idejét, valamint a rejtett terminál problémát is kiküszöböli. A 21. ábrán részletesen látható a keretküldés.

Ha egy csomópont forgalmazni szeretne, ám foglalt csatornát észlel, várakoznia kell addig, míg be nem fejeződik a kommunikáció. Ezt követően ki kell várnia a megfelelő IFS időt, majd egy véletlen ideig várakozik, hogy elkerülje az ütközést. Ezt az értéket minden állomás egyenletes eloszlással választ egy $[0, W_i]$ intervallumból. Legelőször $W_i = W_{min}$, ami általában 31

³² Request to Send

³³ Clear to Send



21. ábra. A CSMA/CA működése RTS/CTS bővítéssel

időrést jelent. Amíg a csatorna üres, a számláló értéke folyamatosan csökken. Ha a számláló lejárt előtt valamilyen más állomás forgalmazni kezd, a visszaszámlálás szünetel. Ha a csatorna ismét üres állapotba kerül, a számláló a korábbi értékétől folytatja a visszaszámlálást, ami ha eléri a 0-t a csomópont kibocsátja keretét. Ha mégis ütközés történik, a W_i értéke a duplájára nő. A maximális W_i érték $W_{max} = 1023$. A W_i értéke visszaáll W_{min} -re minden sikeres átvitel után, vagy ha eléri a maximális újrapróbálkozási korlátot. $i \in (0, m)$ A táblázat néhány rendszer IFS, és W_i értékeit tartalmazza.

Paraméterek	802.11a	802.11b	802.11b	802.11b
		(FHSS ³⁴)	(DSSS ³⁵)	(gyorsabb átvitel)
résidő (μs)	9	50	20	20
SIFS (μs)	16	28	10	10
DIFS (μs)	34	128	50	50
W_{min} (résidő)	15	15	31	31
W_{max} (résidő)	1023	1023	1023	1023
Fizikai átviteli sebesség (Mbps)	6 - 54	1 - 2	1 - 2	1, 2, 5.5, 11

Az RTS/CTS kiegészítésre nincs mindig szükség, ugyanis többletforgalmat eredményez ak-

kor, ha csupán kisméretű kereteket továbbítunk a rendszerben.

5.4. Hatékonyság-elemzés

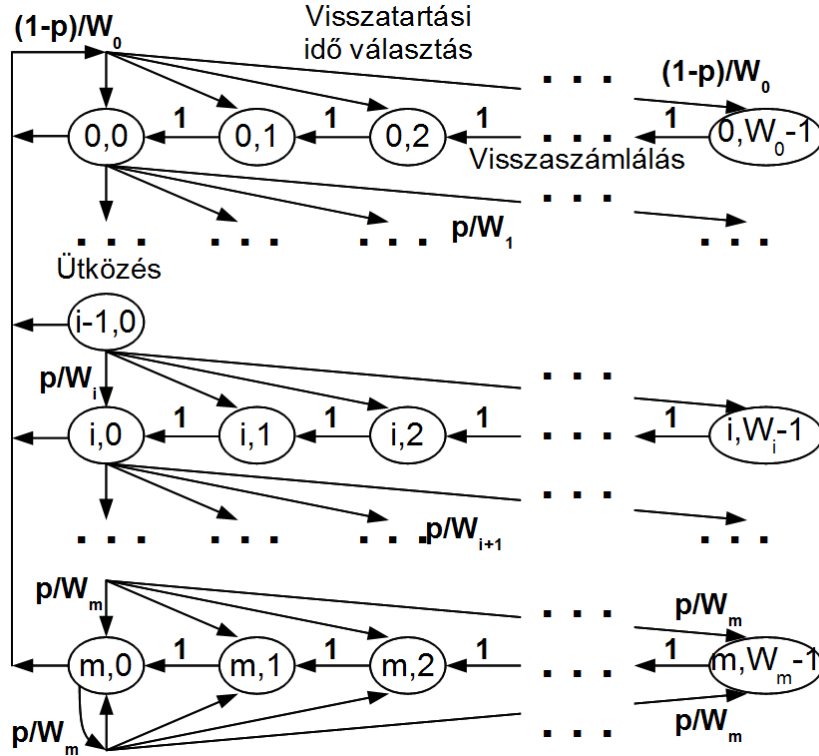
A vezetékes hálózati technikákkal összehasonlítva vezeték nélküli közeg zajosabb, és megbízhatatlanabb, köszönhetően az ISM sávok használatának, és egyéb elektromágneses zavart keltő eszköznek. A legáltalánosabb ilyen eszköz a mikrohullámú sütő, ami szintén 2.4 GHz-es frekvencián működik, ugyanis a vízmolekulák gerjesztéséhez azok rezonanciafrekvenciáját használja, így melegszik fel az étel. Mivel az emberi test körülbelül 70%-a víz, így a rádióteljesítmény szabályzására különösen oda kell figyelni, ellenkező esetben felforrhat a testünkben lévő víz, és károsítja a szöveteket.

A zajos közeg miatt a keretek hosszával arányosan csökken azok átvitelének valószínűsége [2]. Ha egy bit elhibázásának valószínűsége p , akkor egy n bit hosszú keret hibamentes átvitelének valószínűsége $(1 - p)^n$. Például $p = 10^{-4}$ esetén egy maximális Ethernet keret (1518 bajt - 12144 bit) hibamentes átvitelének valószínűsége $\approx 30\%$. $p = 10^{-5}$ esetén csak minden 9. maximális méretű Ethernet keretet lenne képes átvinni a csatornán. Összegezve tehát a 802.11-es rendszereknek rövidebb kereteket kell alkalmazniuk, mivel a túl hosszú keret csökkenti a hibamentes átvitel esélyét.

Vegyünk egy CSMA/CA közeghozzáférést, és bináris exponenciális visszatartási algoritmust használó tetszőleges 802.11 közeghozzáférési protokollt [4], [5], ([6], 409-415). A csatornán n állomás osztozik, melyek mindegyike szeretne adatokat küldeni, azaz kimeneti pufferjeik nem üresek. Jelölje $b(t)$ az adott állomás által sorsolt véletlen visszatartási időt 0 és W_i között. A visszatartási idő nem Markovi, ám az egyszerűség kedvéért tekintsük $W_i = 2^i W$, $i \in (0, m)$, ahol i jelzi, hogy a visszatartási folyamat milyen állapotban, melyik lépcsőn található. Legyen $s(t)$ egy sztochasztikus folyamat, mely a visszatartási lépcsőt szemlélteti a t -dik időpillanatban. Legyen továbbá p annak a valószínűsége, hogy a megfigyelt keret ütközést szenved a csatornán. A [4] forrás szerint p értéke független az $s(t)$ -től, azaz az ütközés valószínűsége nem függ attól, hogy korábban hány alkalommal ütközött az adott keret.

A fentiek segítségével leírható egy diszkrét idejű Markov lánc, $\{s(t), b(t)\}$, amit a 22. ábra

szemléltet. A láncban szereplő átmenetvalószínűségek a következők³⁶:



22. ábra. A visszatartási idő modellezése Markov láncsal

- A visszatartási számláló értékének meghatározását követően, a számláló dekrementálása.

$$P\{i, k-1|i, k\} = 1, \quad k \in (1, W_i - 1); i \in (0, m) \quad (5.1)$$

- Sikertelen próbálkozás után a következő kísérlet előtt meghatározott visszatartási időt a csomópont már egy másik tartományból választja, aminek mérete az előző tartomány méretének kétszerese.

$$P\{i, k|i-1, 0\} = p/W_i, \quad k \in (0, W_i - 1); i \in (1, m) \quad (5.2)$$

³⁶ A Bianchi - Saturation Throughput Analysis [4] jelölése szerint

$$P\{i, k|i-1, k-1\} = P\{s(t) = i, b(t) = k | s(t-1) = i-1, b(t-1) = k-1\}$$

- Ha a sikertelen próbálkozások száma elérte m -et, akkor a tartomány mérete nem növekszik tovább, hanem $(0, W_m)$ -ből történik az új visszatartási idő választása.

$$P\{m, k|m, 0\} = p/W_m, \quad k \in (0, W_m - 1) \quad (5.3)$$

- Amennyiben sikeres átvitel történik, úgy a visszatartási idő választása a kiindulási állapotba áll vissza $W = W_0$.

$$P\{0, k|i, 0\} = (1 - p)/W_0, \quad k \in (0, W_0 - 1); \quad i \in (0, m) \quad (5.4)$$

A Markov lánc stacionárius eloszlása $t \rightarrow \infty$ esetén:

$$b_{i,k} = \lim_{t \rightarrow \infty} P\{s(t) = i, b(t) = k\}, \quad i \in (0, m), \quad k \in (0, W_i - 1) \quad (5.5)$$

Ebből felírhatók a lánc speciális állapotai:

$$b_{i+1,0} = pb_{i,0} \quad \Rightarrow \quad b_{i,0} = p^i b_{0,0}, \quad i \in (0, m - 1) \quad (5.6)$$

A fenti állapot az $s(t)$ "lépcső" egyes fokait írja le $b_{0,0}$ segítségével kifejezve.

$$pb_{m-1,0} = (1 - p)b_{m,0} \quad \Rightarrow \quad b_{m,0} = \frac{p^m}{1 - p} b_{0,0} \quad (5.7)$$

Az 5.7. kifejezés maximális visszatartási ablak elérését mutatja.

$$b_{i,k} = \frac{W_i - k}{W_i} b_{i,0}, \quad k \in (0, W_i - 1) \quad (5.8)$$

Az 5.8. egyenlet azt írja le, hogy $s(t) = i$ feltétel mellett a dekrementálódó számláló értéke k -t akkor éri el, ha a számláló kezdeti értéke $(k, W_i - 1)$ közé esett. A triviális $k = 0$ esetben $W_i - k/W_i = 1$.

A kétdimenziós Markov lánc normalizáló feltétele:

$$\begin{aligned} 1 &= \sum_{i=0}^m \sum_{k=0}^{W_i-1} b_{i,k} = \sum_{i=0}^m b_{i,0} \sum_{k=0}^{W_i-1} \frac{W_i - k}{W_i} \\ &= \sum_{i=0}^m b_{i,0} \frac{W_i + 1}{2} = \frac{1}{2} \sum_{i=0}^m b_{i,0} (2^i W_0 + 1) \end{aligned} \quad (5.9)$$

Az 5.6. és 5.7. egyenleteket felhasználva 5.9. kifejezésből meghatározható $b_{0,0}$ értéke.

$$1 = \frac{b_{0,0}}{2} \left[W_0 \left(\sum_{i=0}^{m-1} (2p)^i + \frac{(2p)^m}{1-p} \right) + \sum_{i=0}^{m-1} p^i + \frac{p^m}{1-p} \right] \Rightarrow$$

$$b_{0,0} = \frac{2(1-2p)(1-p)}{(1-2p)(W_0+1) + pW_0(1-(2p)^m)} \quad (5.10)$$

Legyen p_d annak a valószínűsége, hogy az egyik állomás egy tetszőlegesen választott időintervallumban forgalmaz. Ez akkor történhet meg, ha a csatorna üres, az állomás kivárta a DIFS időtartamot, valamint a visszatartási idő lejárt $p_d = \sum_{i=0}^m b_{i,0}$. Ha az átvitel sikeres, $b_{0,0}$ állapotba kerülünk $1-p$ valószínűséggel $b_{i,0}$ állapotból.

$$b_{0,0} = (1-p) \sum_{i=0}^m p_{i,0} \quad (5.11)$$

Ebből:

$$p_d = \frac{b_{0,0}}{1-p} = \frac{2(1-2p)}{(1-2p)(W_0+1) + pW_0(1-(2p)^m)} \quad (5.12)$$

Ha nincs exponenciális visszatartási algoritmus a közeghozzáférési protokollban, akkor az 5.12. egyenlet lényegesen leegyszerűsödik.

$$p_d = \frac{2}{W+1} \quad (5.13)$$

Látható, hogy p_d értéke függ p -tól, ami a keret ütközésének valószínűsége. n állomás esetén az egyik csomópont által kibocsátott keret akkor szenved ütközést p valószínűséggel, ha a többi $n-1$ csomópontból legalább egy, az átviteli időn belül forgalmazni kezd.

$$p = 1 - (1-p_d)^{n-1} \quad (5.14)$$

Legyen H egy keret fejlécének hossza, D pedig az adatrész hossza időegységekben mérve. Mivel a keretekben lévő adat mennyisége változó, így $E(D)$ jelöli az adatkeret átlagos hosszát időegységekben. Legyen T_s annak az időnek az átlagos hossza, míg a csatornát egy sikeres átvitel során foglaltnak érzékelik a csomópontok, T_c pedig az az időtartam, míg egy ütközés esetén a csatornát foglaltnak ítélik meg az állomások. Jelölje S a csatorna kihasználtságát, melyre az [5]

forrás szerint felírható, hogy

$$\begin{aligned} S &= \frac{E[\text{A résidő alatt átvitt hasznos teher}]}{E[\text{A résidő hossza}]} = \\ &= \frac{P_{tr}P_sE(D)}{(1 - P_{tr})\sigma + P_{tr}P_sT_s + P_{tr}(1 - P_s)T_c} \end{aligned} \quad (5.15)$$

Az 5.15. tört számlálója egy keret $E(D)$ hosszú adatrészének átvitele a csatornán $P_{tr}P_s$ valószínűséggel. A nevező első tagjában σ az $(1 - P_{tr})$ valószínűséggel bekövetkező üres időtartam hosszát ábrázolja. $P_{tr}P_sT_s$ a sikeres átvitel során a csatorna foglalt állapotban eltöltött átlagos idejét írja le, akárcsak a számláló, viszont itt az adatrészen kívül egyéb járulékos időtartamot is számolni kell³⁷. A nevezőben látható összeg utolsó tagja pedig az átvitel során $P_{tr}(1 - P_s)$ valószínűséggel történő ütközés átlagos időtartamát ábrázolja.

Nézzük azokat az értékeket, melyek az 5.15. egyenletben nem ismertek. Ahogy láttuk, a rendszerben n állomás forgalmaz, mindegyik p_d valószínűséggel³⁸. Ha a csatorna szabad, akkor azt mondjuk, hogy az állomások $(1 - p_d)^n$ valószínűséggel nem küldenek kereteket, így annak valószínűsége, hogy legalább egy csomópont forgalmaz a következő:

$$P_{tr} = 1 - (1 - p_d)^n \quad (5.16)$$

P_s meghatározásához vegyük a fent említett $P_{tr}P_s$ értéket, mely csupán egyetlen csomópont forgalmazásának valószínűsége, ebből

$$P_{tr}P_s = np_d(1 - p_d)^{n-1} \quad \Rightarrow \quad P_s = \frac{np_d(1 - p_d)^{n-1}}{P_{tr}} = \frac{np_d(1 - p_d)^{n-1}}{1 - (1 - p_d)^n} \quad (5.17)$$

5.4.1. Az alap DCF mód

Figyeljük meg, hogy az 5.15. kifejezés felírásánál nincs megadva közeghozzáférési mód [4], [5], [6], csupán általánosan lett felírva. A megfelelő DCF mód leírásához meg kell határozni a T_s és T_c értékeket, melyek eltérnek alap, és RTS/CTS módban. A korábban tárgyalt H fejlc-méret két részből tevődik össze³⁹ $H = PHY_{hdr} + MAC_{hdr}$. Legyen τ a csatorna jelterjedési

³⁷ Például a keretfejléc átvitelének ideje.

³⁸ Hasonlóság figyelhető meg a p-kitartó CSMA rendszerekkel.

³⁹ Csupán a fizikai és adatkapcsolati réteg fejlcjeit tekintjük, mert a felsőbb rétegek fejlcjei a MAC alréteg szempontjából adatnak számítanak

késleltetése. Ekkor alap DCF módban:

$$T_s^{bas} = H + E[D] + SIFS + \tau + ACK + DIFS + \tau \quad (5.18)$$

$$T_c^{bas} = H + E[D^*] + DIFS + \tau \quad (5.19)$$

$E[D^*]$ a leghosszabb ütköző keret átlagos mérete, mert ütközés után a leghosszabb keret kibocsátását követően kezdhető a DIFS időtartamig tartó várakozás. Ennek meghatározásához szükség van $F(D^*)$ eloszlásfüggvényére. $E[D^*]$ -t a teljes valószínűség tétele [8] alapján írjuk le $P(A) = \sum_{i=1}^{\infty} P(A|B_i)P(B)$. Így k darab ütköző keret esetén [5]:

$$\begin{aligned} E[D^*] &= \sum_{k=2}^n \frac{\binom{n}{k} \tau^k (1-\tau)^{n-k}}{P_{tr}(1-P_s)} E[\max(D_1, \dots, D_k)|k] = \\ &= \frac{\sum_{k=2}^n \binom{n}{k} p_d^k (1-p_d)^{n-k} \int_0^{D_{max}} (1-F(x)^k) dx}{1 - (1-p_d)^n - np_d(1-p_d)^{n-1}} \end{aligned} \quad (5.20)$$

Annak a valószínűsége elhanyagolható, hogy kettőnél több keret ütközik, így:

$$E[D^*] = \int_0^{D_{max}} (1-F(x)^2) dx \quad (5.21)$$

A T_c érték a csatorna foglaltságának időtartamát jelzi ütközés esetén az ütközésben részt nem vevő csomópontok számára. Az ütközésben résztvevő állomásoknak valamelyest többet kell várakozniuk, ugyanis kivárik az ACK timeout időt⁴⁰, ám ettől most eltekintünk.

5.4.2. RTS/CTS mód

RTS/CTS módban a T_s és T_c értékek a következőképpen alakulnak. A jelölések megegyeznek az DCF módban használtakkal.

$$\begin{aligned} T_s^{rts} &= RTS + SIFS + \tau + CTS + SIFS + \tau + \\ &\quad + H + E[D] + SIFS + \tau + ACK + DIFS + \tau \end{aligned} \quad (5.22)$$

$$T_c^{rts} = RTS + DIFS + \tau \quad (5.23)$$

⁴⁰ RTS/CTS mód esetén a CTS timeout időt

Látható, hogy T_s érték megnő, ugyanis a tényleges adatkeret átvitelén kívül egy kapcsolat-felépítési szakasz is lezajlik, T_c értéke pedig csökken, mert ütközést csak az RTS keret szenved, ami lényegesen rövidebb, mint az adatkeret.

5.5. Maximális átbocsátóképesség

A Wifi rendszerek maximális átbocsátóképessége az előző fejezetek alapján kifejezhető az 5.15. egyenletből [5]:

$$S = \frac{P_{tr}P_sE(D)}{(1 - P_{tr})\sigma + P_{tr}P_sT_s + P_{tr}(1 - P_s)T_c} = \frac{E[P]}{T_s - T_c + \frac{\sigma(1 - P_{tr})/P_{tr} + T_c}{P_s}} \quad (5.24)$$

Mivel T_s , T_c , $E[P]$, és σ konstans értékek, így S maximális értéke a következő mennyiség maximalizálásával határozható meg:

$$\frac{P_s}{(1 - P_{tr})/P_s + T_c/\sigma} = \frac{n\tau(1 - \tau)^{n-1}}{T_c^* - (1 - \tau)^n(T_c^* - 1)} \quad (5.25)$$

ahol $T_c^* = T_c/\sigma$ az ütközések hossza időrésekben mérve. Az 5.25. kifejezést deriválva, és a deriváltat 0-val egyenlővé téve kapjuk [5]:

$$p_{d,opt} \approx \frac{1}{n\sqrt{T_c^*/2}} \quad (5.26)$$

Eszerint az optimális p_d érték csupán a T_c^* -től függ, azaz attól az átlagos időintervallumtól, amíg a csomópontok ütközés miatt foglalatnak detektálják a csatornát. Természetesen ez az érték csak elméleti maximum.

6. Esettanulmányok

6.1. MAC protokoll választási feladat

Feladat ♦ Vegyünk N darab csomópontot, amelyek kommunikálni szeretnének ([3], 533-535). Mindegyik csomópont átlagosan $\lambda = 10$ keret/s keretet szeretne küldeni. Az átlagos keretátviteli idő legyen $T = 1$ ms. A cél a feladatra legmegfelelőbb átviteli technika kiválasztása. A lehetséges változatok:

- Aloha
- Réselt Aloha
- nem-kitartó CSMA
- 1-kitartó CSMA

Feladatok:

1. $N = 20$ állomás generálja az igényeket, a jelterjedési idő egy irányban $\tau = 20$ ms.
2. $N = 95$ csomópont szeretne forgalmazni, a jelterjedési idő pedig elhanyagolhatóan kicsi a keretátvitel idejéhez képest $\tau \ll T$.
3. $N = 10$ csomópont és $\tau \ll T$ mellett határozzuk meg a rendszerben tartózkodó igények számát, ha az átlagos keretkésleltetés $T_p = 2$ ms.

Megoldás ♦ A feladat bemutatja a fenti átviteltechnikák közötti különbségeket.

1. Mivel $\tau = 20$ ms $\gg T = 1$ ms, így a CSMA átviteli módok nem jönnek szóba, hanem az Aloha változatait kell alkalmazni. A beérkező forgalom intenzitásának meghatározása után látható, hogy Réselt-Alohát kell alkalmazni,

$$S = N\lambda T = 20 \times 10 \times 10^{-3} = 0.2 \text{ Erlang} \quad (6.1)$$

mivel a "legacy" változat 0.18 Erlang beérkezési intenzitás alatt marad stabil.

2. $\tau \ll T$ esetén ($a \approx 0$) a CSMA változatai a megfelelő protokollok. A beérkezési intenzitás itt:

$$S = N\lambda T = 95 \times 10 \times 10^{-3} = 0.95 \text{ Erlang} \quad (6.2)$$

A nem-kitartó CSMA ilyen magas forgalomintenzitás mellett is használható, (13. ábra) köszönhetően az $a \approx 0$ -nak, így ez jó választásnak tűnik. Az 1-perzisztes CSMA esetén ez az intenzitás már túl magas, hiszen a maximális átbecsátóképessége kisebb, mint 0.6 Erlang, ahogy a 14. grafikonon látható.

3. Mivel az állomások közül egy időben csupán csak egy forgalmazhat, így képzeletben egyetlen várakozási sorba lehet szervezni a kereteket. A rendszerben lévő átlagos keretszám meghatározásához a Little tételt használhatjuk:

$$N_p = N\lambda T_p = 10 \times 10 \times 2 \times 10^{-3} = 0.2 \text{ keret} \quad (6.3)$$

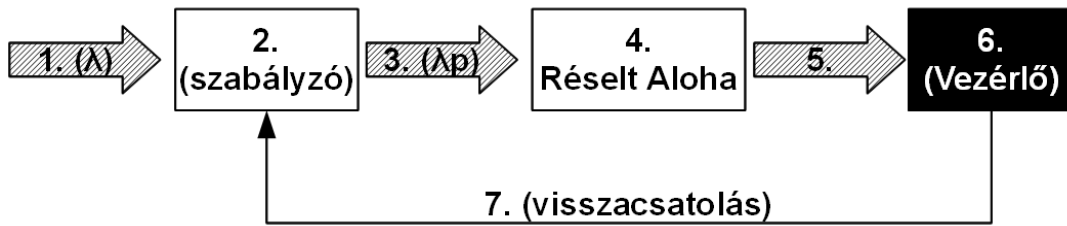
6.2. Réselet-Aloha szabályozás

Feladat ♦ Vegyünk egy Réselet-Aloha protokollt használó vezeték nélküli hálózati rendszert ([3], 546-547). A csomópontok λ paraméterű Poisson-folyamat szerint generálják az igényeket, az átlagos kerettovábbítási idő $T = 1$ ms. A rendszer különlegessége, hogy a központi hozzáférési pont a szinkronizáló jel mellett kibocsát egy $1 - p$ értéket, mely (a p -kitartó⁴¹ CSMA-hoz hasonlóan) a keretvisszatartás valószínűsége, azaz a csomópont az adott időrésben p valószínűséggel küldi el a keretét. A központ által küldött $1 - p$ érték a λ paraméter függvénye.

A feladat meghatározni egy alkalmas stratégiát p érték meghatározásához λ függvényében úgy, hogy a stabilitási feltételek ne sérüljenek, valamint az átbecsátóképesség a protokoll maximumához közelítsen.

Megoldás ♦ A feladatban leírt rendszer a következőképpen modellezhető. Az 1. nyíl a csomópontoktól λ paraméterű Poisson-folyamat szerint érkező igényeket jelzi. A 2. téglalappal jelölt

⁴¹ persistent



23. ábra. Résejt Aloha protokoll forgalomszabályozóval.

állomás $1 - p$ valószínűséggel blokkolja a soron következő keret továbbítását. A 3. nyíl a ténylegesen csatornára kerülő forgalmat (λp) szimbolizálja. A 4. állomás maga az Résejt Aloha, az 5. pedig a vezérlő egység, amely a forgalom függvényében választja meg a p értéket, és a 7. nyílon juttatja vissza a forgalomszabályzóhoz.

Legyen $S = \lambda p T$ a beérkező, szabályozott forgalom intenzitása. A 3.10. kifejezés szerint $S_{max} = 1/e$, tehát a beérkező forgalomintenzitásnak ezalatt az érték alatt kell maradnia, hogy a rendszer stabil maradjon.

$$\lambda p T \leq \frac{1}{e} \quad (6.4)$$

A 6.4 alapján felírható p értéke:

$$p = \begin{cases} 1, & \text{ha } \lambda \leq \frac{1}{eT} \\ \frac{1}{\lambda T e}, & \text{ha } \lambda > \frac{1}{eT} \end{cases} \quad (6.5)$$

Ebből:

$$S = \lambda p T = \begin{cases} \lambda T, & \text{ha } \lambda \leq \frac{1}{eT} \\ \frac{1}{e}, & \text{ha } \lambda > \frac{1}{eT} \end{cases} \quad (6.6)$$

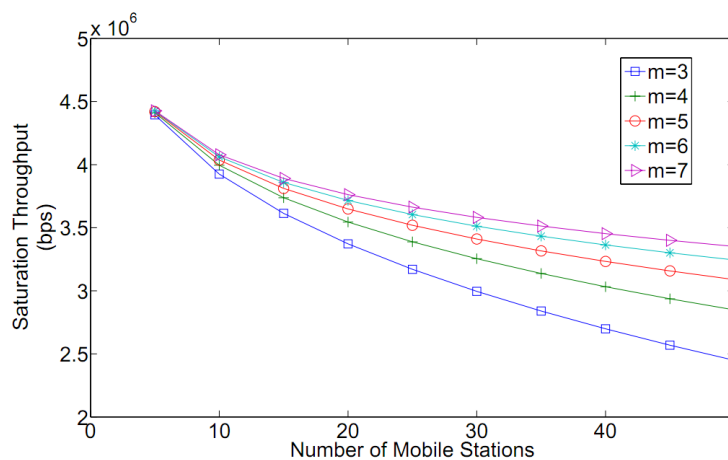
Látható, hogy a forgalomintenzitás nem megy soha $1/e$ érték fölé, így a protokoll stabilan működik, viszont ha az p értéke túl kicsi, akkor a keretvisszatartás miatt torlódás lép fel a csomópontokban.

6.3. A Bianchi-modell ábrázolása

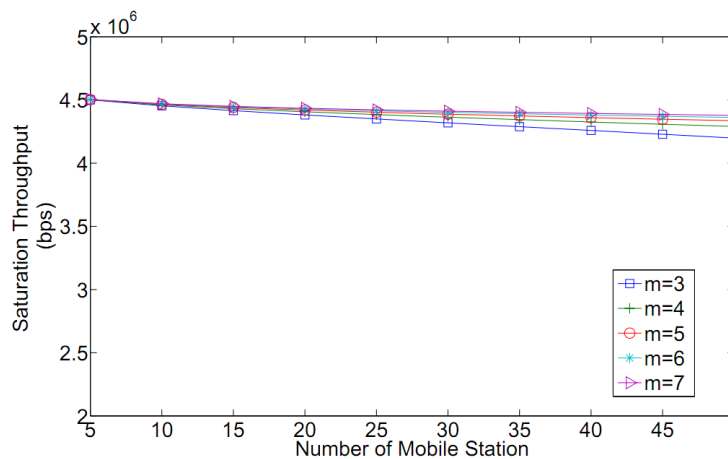
Feladat ♦ Oldjuk meg a 22. ábrán szemléltetett modellt [4].

Megoldás ♦ A feladat megoldása az 5.12. és az 5.14. nemlineáris egyenleteket ábrázolja [7].

A 24. ábra a 802.11a átbocsátóképességét mutatja DCF módban, míg a 25. az RTS/CTS módban, ahol az átvitt adat mennyisége 8kB.



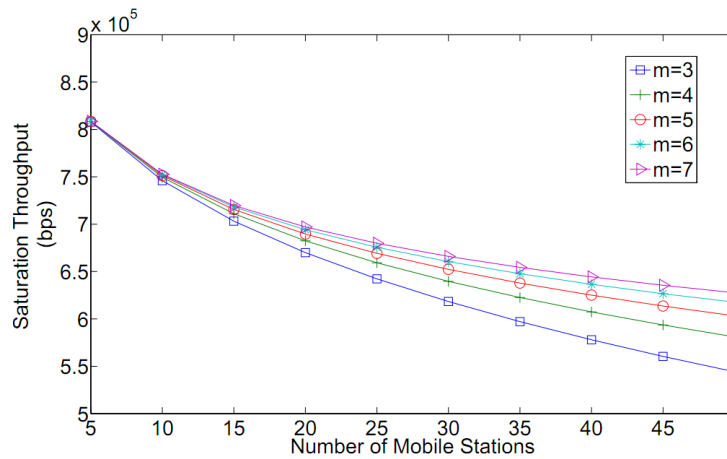
24. ábra. A 802.11a átbocsátóképessége alap DCF módban



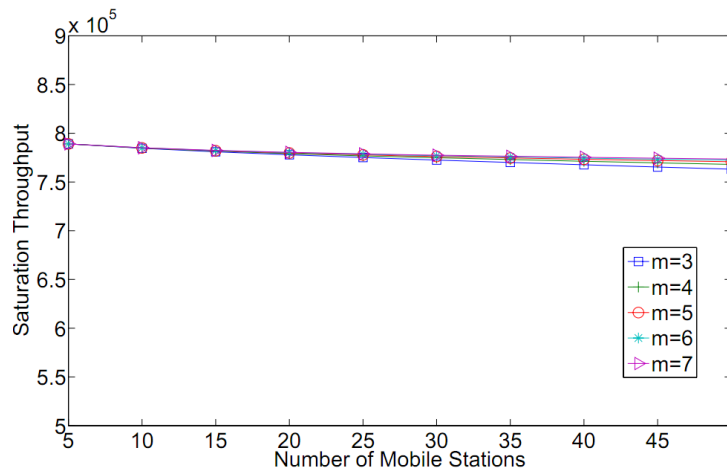
25. ábra. A 802.11a átbocsátóképessége RTS/CTS módban

A 26. és a 27. ábra a 802.11b protokollt ábrázolja közvetlen szekvenciás szórt spektrumú

működés esetén. Az átvitt adatmennyiség szintén 8kB. A 26. grafikon az alap DCF módot, míg a 27. az RTS/CTS-el kiegészített DCF működését ábrázolja. Az ábrán feltüntetett m érték a modellben feltüntetett visszatartási idő választásának "lépcsője" ($s(t)$). Megfigyelhető, hogy



26. ábra. A 802.11b átbecsátóképessége alap DCF módban



27. ábra. A 802.11b átbecsátóképessége RTS/CTS módban

az RTS/CTS módban mindkét esetben az állomások számának növekedésével az átbecsátóképesség csak elhanyagolható mértékben csökken, viszont túl kicsi keretméret mellett jelentős többletterhet jelent az RTS és CTS szinkronizáció. Látható továbbá, hogy az átbecsátóképesség az m növekedésével nő, ugyanis a visszatartási időt nagyobb halmazból választja az adott

számú csomópont, így kisebb valószínűséggel kerül kiválasztásra ugyanaz az érték.

6.4. A 802.11b maximális átbecsátóképessége

Feladat ♦ az 5.15. és 5.26. képleteket felhasználva határozzuk meg a 802.11b maximális átbecsátóképességét 11 Mbps névleges sebesség és az alap, majd RTS/CTS közeghozzáférési mód mellett a táblázat adatait felhasználva ([6], 411-415).

	alap DCF	RTS/CTS mód
hasznos teher	8184 bit	8184 bit
(csak a példában)	$744\mu s$	$744\mu s$
T_c	$1007\mu s$	$258\mu s$
T_s	$1221\mu s$	$1651\mu s$
résidő	$\delta = 20\mu s$	$\sigma = 20\mu s$
fizikai réteg fejléce	$192\mu s$	$192\mu s$
MAC fejléc	224 bit	224 bit
jelterjedési késleltetés	$\tau = 1\mu s$	$\tau = 1\mu s$
SIFS	$10\mu s$	$10\mu s$
DIFS	$05\mu s$	$05\mu s$
állomások száma	$n = 10$	$n = 10$
RTS keret	-	$14.5\mu s$
CTS keret	-	$10.2\mu s$

Megoldás ♦ Elsőként tekintsük T_c és σ értékét, melyekből $T_c^* = 1007/20 = 50.35$, valamint az 5.26. egyenletet felhasználva kapjuk, hogy az optimális p_d érték:

$$p_{d,opt} = \frac{1}{n\sqrt{T_c^*/2}} = \frac{1}{10 \times \sqrt{50.35/2}} \approx 0.02 \quad (6.7)$$

Ezt felhasználva, és az 5.16. képletbe beírva kapjuk, hogy:

$$P_{tr} = 1 - (1 - p_d)^n = 1 - (1 - 0.02)^{10} \approx 0.183 \quad (6.8)$$

Ezekből és az 5.17. kifejezésből meghatározható P_s értéke:

$$P_s = \frac{np_d(1-p_d)^{n-1}}{1-(1-p_d)^n} = \frac{10 \times 0.02 \times (1-0.02)^9}{1-(1-0.02)^{10}} \approx 0.91 \quad (6.9)$$

Így a maximális rendszerkapacitás:

$$\begin{aligned} S &= \frac{P_{tr}P_sE(D)}{(1-P_{tr})\sigma + P_{tr}P_sT_s + P_{tr}(1-P_s)T_c} = \\ &= \frac{0.183 \times 0.91 \times 744}{(1-0.183)20 + 0.183 \times 0.91 \times 1221 + 0.183(1-0.91)1007} \approx 0.52 \quad (6.10) \end{aligned}$$

Tehát a feladatban megadott paraméterek mellett és névleges 11 Mbps esetén a hasznos teher tényleges átviteli sebessége $0.52 \times 11 = 5.7$ Mbps ideális esetben, a Bianchi modell [5] szerint. Eltérő paraméterek mellett természetesen ez változik, például a $192\mu s$ idő alatt átvitt fizikai réteg "fejléc" bizonyos módokban rövidebb. Ez a jelentősnek mondható sebességcsökkenés köszönhető a csatornán fellépő ütközéseknek, valamint az egyéb járulékos információknak, melyek az átvitel megvalósításához elengedhetetlenül szükségesek.

A feladat második része RTS/CTS mód alkalmazása esetén hasonlóképpen számolható, mint a normál DCF módnál.

$$T_c^* = \frac{T_c}{\delta} = \frac{258}{20} \approx 12.9 \quad (6.11)$$

$$p_{d,opt} = \frac{1}{n\sqrt{T_c^*/2}} = \frac{1}{10 \times \sqrt{12.9/2}} \approx 0.04 \quad (6.12)$$

$$P_{tr} = 1 - (1-p_d)^n = 1 - (1-0.04)^{10} \approx 0.335 \quad (6.13)$$

$$P_s = \frac{np_d(1-p_d)^{n-1}}{1-(1-p_d)^n} = \frac{10 \times 0.04 \times (1-0.04)^9}{1-(1-0.04)^{10}} \approx 0.83 \quad (6.14)$$

$$\begin{aligned} S &= \frac{P_{tr}P_sE(D)}{(1-P_{tr})\sigma + P_{tr}P_sT_s + P_{tr}(1-P_s)T_c} = \\ &= \frac{0.335 \times 0.83 \times 744}{(1-0.335)20 + 0.335 \times 0.83 \times 1651 + 0.335(1-0.83)258} \approx 0.42 \quad (6.15) \end{aligned}$$

Így a maximális átbocsátóképesség a hasznos teher szemszögéből $0.42 \times 11 = 4.62$ Mbps. Látható, hogy az RTS/CTS miatt megnőtt T_s értéke. Ez azért történt, mert a sikeres átvitelhez az adatkeret, és nyugtakereten kívül az RTS és CTS kereteknek is át kell jutniuk a csatornán,

valamint a megfelelő IFS időtartamokat ki kell várni. Ezzel szemben T_c értéke csökken, mivel elméletileg csak az RTS keretek ütközhetnek, ezek viszont rövidek.

7. Befejezés

A dolgozat elején a vezeték nélküli hálózati rendszereket mutatom be és csoportosítom a közeghozzáférés jellege alapján, valamint általánosan írok a sorbanállási elméletről. Ahogy a bevezetésben említettem, a sorbanállási elmélet nemcsak matematikai és informatikai feladatok megoldására használatos tudomány.

A dolgozat egyes fejezeteiben alapvetően kétféle véletlen közeghozzáférési módot mutattam be, az Aloha és a belőle származtatott, valamint a CSMA és a belőle származtatott vezeték nélküli technológiákat. Az olvasó így össze tudja hasonlítani egymással a véletlen hozzáférésű protokollok működését és hatékonysági mutatóit. Megfigyelhetjük, hogy mennyire fontos az egy osztott csatornát használó csomópontok száma, vagy éppen az, hogy egy véletlen számot mekkora intervallumból választunk.

Az esettanulmányokban a mindennapi életben manapság is használt protokollok hatékonyságát is szemléltettem.

A dolgozat megírásához a \LaTeX kiadványszerkesztőt használtam, mely megkönnyítette a dolgozat külalakjának kialakítását, valamint a matematikai képletek szerkesztését, és az ábrák kezelését.

8. Rövidítések jegyzéke

BSS	Basic Service Set
CSMA	Carrier Sense Multiple Access
CSMA/CA	Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance
CSMA/CD	Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection
CTS	Clear to Send
CDMA	Code Division Multiple Access
DIFS	DCF Inter Frame Spacing
DCF	Distributed Coordination Function
DSSS	Direct-sequence spread spectrum
CD	Distribution System
ESS	Extended Service Set
FDMA	Frequency Division Multiple Access
FHSS	Frequency-hopping spread spectrum
IBSS	Independent Basic Service Set
ISM	Industrial, Scientific and Medical
IEEE	Institute of Electrical and Electronics Engineers
LLC	Logical Link Control
MAC	Medium Access Control
MIMO	Multiple-Input Multiple-Output
NAV	Network Allocation Vector
OSI	Open Systems Interconnection
PCF	Point Coordination Function
RTS	Request to Send
SIFS	Short Inter Frame Spacing
TDMA	Time Division Multiple Access

Ábrák jegyzéke

1.	Az OSI referencia modell.	5
2.	Norman Abramson professzor	8
3.	Ütközések, az Aloha protokoll működése közben.	8
4.	Az Aloha protokoll modellje	9
5.	Az átvitel szempontjából kritikus időintervallum.	9
6.	A beérkező igények intenzitása az összesített forgalom intenzitásának függvényében.	10
7.	Az átlagos keretátviteli idő a beérkező forgalomintenzitás függvényében.	12
8.	Ütközések a Réselet-Aloha használatakor.	12
9.	A Réselet-Aloha modellezése Markov-lánccal.	15
10.	Az egyes Aloha verziók összehasonlítása	16
11.	Az Aloha változatainak átlagos keretátviteli ideje	17
12.	Ütközés CSMA használatakor	19
13.	A nem-kitartó CSMA viselkedése	20
14.	Az 1-kitartó CSMA viselkedése	21
15.	A p-kitartó CSMA viselkedés különböző paraméterek esetén	22
16.	Az átlagos foglaltsági periódus	24
17.	A rejtett terminál probléma	27
18.	A kizárt terminál probléma	28
19.	Az alap CSMA/CA működése	30
20.	Az RTS/CTS protokoll	31
21.	A CSMA/CA működése RTS/CTS bővítéssel	32
22.	A visszatartási idő modellezése Markov lánccal	34
23.	Réselet Aloha protokoll forgalomszabályozóval.	42
24.	A 802.11a átbocsátóképessége alap DCF módban	43
25.	A 802.11a átbocsátóképessége RTS/CTS módban	43

26.	A 802.11b átbocsátóképessége alap DCF módban	44
27.	A 802.11b átbocsátóképessége RTS/CTS módban	44

Hivatkozások

- [1] **Dr. Almási Béla:** *Számítógép-hálózatok* Hallgatói jegyzet
<http://irh.inf.unideb.hu/user/almasi/cn/halozat.pdf>
- [2] **Andrew S. Tanenbaum:** *Computer Networks* Fourth Edition, 2003
- [3] **Giovanni Giambene:** *Queuing Theory and Telecommunications*, Springer, 2005, 305-308, 449-504, 530-553
- [4] **Giuseppe Bianchi:** *IEEE 802.11 - Saturation Throughput Analysis*, IEEE Communications Letters, VOL. 2, NO. 12, DECEMBER 1998 318-320
<http://www.icg.isy.liu.se/courses/tsin01/material/Bianchi1998.pdf>
- [5] **Giuseppe Bianchi:** *Performance Analysis of the IEEE 802.11 Distributed Coordination Function*, IEEE Journal on Selected Areas in Communications, VOL. 18, NO. 3, MARCH 2000 535-542
<http://citeseerx.ist.psu.edu/viewdoc/download?doi=10.1.1.118.584&rep=rep1&type=pdf>
- [6] **Mischa Schwartz:** *Mobile Wireless Communication*, Cambridge University Press, 2005, 395-415
- [7] **Mohammad Hossein Manshaei and Jean-Pierre Hubaux:** *Performance Analysis of the IEEE 802.11 Distributed Coordination Function: Bianchi Model*
<http://mobnet.epfl.ch/slides/C1-80211-Perf-Bianchi.pdf>
- [8] **Dr. Sztrik János:** *Bevezetés a sorbanállási elméletbe és alkalmazásaiba*
<http://irh.inf.unideb.hu/user/jsztrik/education/08/folap.htm>

- [9] **Tobias Oetiker, Hubert Partl, Irene Hyna, Elisabeth Schlegl:** *Egy nem túl rövid bevezető a \LaTeX 2 ϵ használatába*
<http://www.math.bme.hu/latex/dl/latex78.pdf>
- [10] **BME math \LaTeX honlap**
<http://www.math.bme.hu/latex/>
- [11] **\LaTeX Wikibook**
<http://en.wikibooks.org/wiki/LaTeX>
- [12] <http://cambridgeforecast.wordpress.com/2008/03/13/telephone-conversations-erlang-in-copenhagen/>
- [13] http://en.wikipedia.org/wiki/Norman_Abramson
- [14] http://www.wi-fi.org/discover_and_learn.php