

Debreceni Egyetem
Informatikai Kar

Vezeték nélküli hálózatok hatékonyság elemzése

Témavezető:
Dr. Sztrik János
egyetemi tanár
a MTA doktora

Készítette:
Illés József
PTM

Debrecen
2008

Tartalomjegyzék

Bevezetés	2
Köszönetnyilvánítás	3
1. Alapvetés	4
1.1. A vezeték nélküli hálózatok világa	4
1.2. Az ns-2 hálózatszimulátor	5
2. Az IEEE 802.11 szabvány	8
2.1. A szabvány elemei	8
2.2. A hálózat felépítése	9
2.3. Közeghozzáférés	10
2.3.1. DCF	10
2.3.2. PCF	11
2.3.3. EDCA	12
2.4. Fizikai réteg	12
3. Az IEEE 802.11 hálózatok hatékonysága	14
3.1. A DCF hatékonysági elemzése	14
3.1.1. A hálózat áteresztő képessége	14
3.1.2. Modellzés Markov-lánccal	16
3.2. Az EDCA hatékonysági elemzése	21
3.3. A hálózat teljesítményének hangolása	23
4. Az IEEE 802.16 szabvány	25
4.1. A szabvány elemei	25
4.2. Közeghozzáférés	26
4.2.1. A háló topológia	26
4.3. Fizikai réteg	27
5. Az IEEE 802.16 hálózatok hatékonysága	29
5.1. A háló topológia elosztott ütemezője	29
Összefoglalás	32
Irodalomjegyzék	33

Bevezetés

Diplomamunkámban a vezeték nélküli hálózatok hatékonyságának elemzéséről írok. Azért választottam ezt a témát, mert szerintem a problémakör aktuális, a megoldások egy népes felhasználói közösség javát szolgálhatják, s szívesen gyarapítom ismereteimet a számítógépes hálózatokról. A nemzetközi szakirodalomra támaszkodva szeretném bemutatni a téma fontos kérdéseit és az ezekre adott válaszokat. Eközben megpróbálom a megoldásokat továbbgondolni, szükség szerint új kérdéseket felvetni. Töreksem az elméleti eredmények gyakorlati alkalmazását megmutatni.

E műben két szabványos vezeték nélküli hálózati technológiával foglalkozok részletesen, ezek az IEEE 802.11 és az IEEE 802.16. Előbbi a helyi, utóbbi a városi hálózatok igényeinek kielégítésére született. Ezért a velük szemben támasztott követelmények nem azonosak. Egy városi hálózat sok-sok helyi hálózat adatforgalmát szállítja. A felhasználók a nagy áteresztő képességen túl elvárják, hogy minden időben minőségi szolgáltatást vehessenek igénybe. A hálózat késéseire különösen érzékeny a valós idejű hang- és mozgóképátvitel. Költségeik csökkentésére a szervezetek régebbi telefonos rendszerüket VoIP technológiára cserélik. Így létrejön egy összevont hálózat, melyben a klasszikus adatforgalom mellett helyet követel magának az áramló multimédia. Eközben az elvárások is növekednek. Mindkét tárgyalt vezeték nélküli technológia esetén kitérek a szabvány által kínált *quality of service* lehetőségekre.

A 802.11 és a 802.16 hálózatok működhetnek központosított és elosztott rendszerben. Ha van kitüntetett központ, akkor az ő felelőssége az adatok célbajuttatása, a külvilággal való összeköttetés biztosítása, a szolgáltatás igénybevételére jogosultak beengedése és az illetéktelenek kizárása. A vezeték nélküli eszközöknek egymással osztozniuk kell az átviteli közegen. Ha egyszerre próbálnak információt közölni, a kibocsátott elektromágneses hullámok interferálhatnak, s így megghiúsíthatják a kommunikációt. Ezért a közeg használatát össze kell hangolni, amit végezhet egy kitüntetett szereplő, vagy a résztvevők mint egyenrangú felek megoldhatják egymás közt. Gyakorlati jelentősége miatt az utóbbi, elosztott esetet vizsgálom meg alaposabban.

E diplomamunka öt fejezetből áll. Az 1. fejezet általános alapot teremt a későbbiek könnyebb megértéséhez. Egyrészt elhelyezi a két vizsgált technológiát a vezeték nélküli hálózatok világában, másrészt bemutatja a hatékonysági elemzésekben használt eszközöket. A 2. és 4. fejezet röviden ismerteti az IEEE 802.11 illetve 802.16 szabványokat. Ezek hangsúlyos része a közeghozzáférés mikéntjét leíró szakasz. A 3. és 5. fejezet tárgyalja a hálózatok hatékonyságát.

Remélem, hogy akár szakmabeli, akár érdeklődő Olvasóként hasznos időtöltésnek találja majd e mű olvasását!

Köszönetnyilvánítás

Szeretném megköszönni *Sztrik Jánosnak*, hogy elvállalta a diplomamunkám témavezetői szerepét. Sztochasztikus modellezés tárgyából tartott óráin értelmet nyert számomra a valószínűségszámítás tudománya. Az összefüggések ismertetése közben odafigyelt a hallgatók állapotára is, s ennek megfelelően vezette az óra fonalát.

E diplomamunkát nem tekintem kizárólag az egyetemi éveim gyümölcsének. Szeretném megköszönni *Pap Gábornak*, az általános iskolai számítástechnika szakkör vezetőjének, későbbi felsőtagozatos osztályfőnökömnek, hogy felkeltette érdeklődésemet a számítógépek iránt, s segített e tudomány világába vezető úton megtenni az első lépéseket.

A láng nem aludt ki gimnazista éveim alatt sem. Köszönettel tartozok *Kelemen Mihálynak*, középiskolai számítástechnika tanáromnak, mert minőségi és érdekes óráival jó alapot teremtett későbbi tanulmányaimhoz. Jelenleg is küzd a középiskolai informatikaoktatás magasabb színvonaláért.

Szeretnék köszönetet mondani az eddig felsoroltakon kívül mindenkinek, aki hozzájárult ahhoz, hogy e mű elkészülhessen.

1. fejezet

Alapvetés

Ebben a műben a számtalan vezeték nélküli megoldás közül kettőt vizsgálunk meg alaposan. Ezek az IEEE 802.11 és 802.16 nevű szabványokban leírt technológiák, melyeket a következő fejezetek tárgyalnak. Mielőtt a részletekkel foglalkozunk, általánosságban tekintjük a vezeték nélküli hálózatokat. A fejezet második részében egy szimulációs szoftvert ismerhetünk meg.

1.1. A vezeték nélküli hálózatok világa

Ebben a szakaszban kiderül, hogy miért népszerűek a vezeték nélküli technológiát használó eszközök, milyen új kihívásokkal kell szembenéznie a szakembereknek, s milyen típusú hálózatok léteznek.

A számítógépek összekötésével gondolatainkat, szellemi javainkat kényelmesen megoszthatjuk más felhasználókkal. A számítógépes hálózatok használata egyre terjed, az alkalmazások köre szélesedik. Az embereknek természetes szükséglete a mozgás, bizonyos teendők elvégzéséhez pedig muszály helyet változtatnunk. A technológia fejlődésének eredményeként a számítógépek kisebbek és könnyebbek, s egyre több egyéb hordozható eszköz rendelkezik jelentékeny számítási kapacitással. Ezeket magunkkal visszük ide-oda, együtt mozognak velünk. A hagyományos vezetékes összeköttetések korlátozzák a mozgás szabadságát. Így váltak a hordozható eszközök felhasználóinak körében népszerűvé a vezeték nélküli hálózatok.

A vezetékes hálózatok kiépítése illetve bővítése költséges és anyagigényes. A vezeték nélküli hálózat mentesít a kábelezés terheitől, s például egy műemléknek nyilvánított régi épületben is beüzemelhető. Könnyebb egy új felhasználó bekapcsolása. Igaz, hogy a megnövekedett terhelés a meglévő eszközök újrarahangolását, esetleg új eszközök üzembe helyezését igényelheti, de általában elég a konfiguráció szoftveres megváltoztatása.

A vezeték nélküli hálózatok közvetítő közegként elektromágneses sugárzást használnak, amin a fizika törvényei szerint osztozniuk kell. A forrás és a nyelő közötti kommunikációs csatornát zajossá teszi a többi eszköz kibocsátott jele. Ha többen egyszerre próbálnak adatot küldeni kellő energiával, az az összes egyidejű közlést sikertelenné teszi.

A mikrohullámú sugárzást könnyű lehallgatni, s ártó céllal módosítva kibocsátani. A védtelen hálózat szolgáltatásait illetéktelenek vehetik igénybe. Fontos a közlések jó titkosítása és a hozzáférés szükség szerinti korlátozása.

A felhasználók különböző igényeit különböző vezeték nélküli technológiák elégítik ki. A vezeték nélküli személyi hálózatok egymástól néhány méterre lévő eszközöket kötnek össze, például kézisámítógépeket és mobiltelefonokat. Az IEEE 802.15 szabványcsalád ilyen hálózatokkal foglalkozik, ennek megvalósítása például a Bluetooth és a ZigBee. Utóbbi energiatakarékos működést kínál alacsony bitrátaért cserébe.

A vezeték nélküli helyi hálózatok képesek több tíz méteres távolságot is áthidalni és sok felhasználót kiszolgálni. Ilyen hálózatot ír le az IEEE 802.11 szabvány. Ezt a technológiát használják például az internetkapcsolat otthoni megosztására szánt vezeték nélküli *routerek*. A 2. és 3. fejezetben részletesen foglalkozunk vele.

A vezeték nélküli városi hálózatok néhány kilométeres hatótávolságúak. Az összeköttetést biztosító eszközöket általában rögzítik, s köztük mikrohullámú sugárzás vagy infravörös lézervény a közvetítő közeg. Mivel sok helyi hálózat között szállítanak adatokat, különösen fontos a szolgáltatás minőségének biztosítása. Városi hálózati technológiát ad meg az IEEE 802.16 szabvány, amit a 4. és 5. fejezet tárgyal.

1.2. Az ns-2 hálózatszimulátor

Az ns-2 egy szimulációs szoftver, amit számítógépes hálózatok tanulmányozásához fejlesztenek. A vizsgált környezet szereplőit Tcl programozási nyelven adjuk meg. A működő hálózatot megjeleníthetjük grafikus formában. A szimuláció futása közben adatokat rögzíthetünk, s grafikonon ábrázolhatjuk azokat. A vezeték nélküli hálózatok szakirodalmában gyakori e szoftver használata a felállított modellek érvényességének ellenőrzésére.

Ez a szakasz bevezetés az ns-2 használatába, a felhasznált irodalom [7], melyet tanulmányozásra ajánlok az érdeklődők számára. Az ns-2-vel való ismerkedéshez a szoftver forráskódjának *all-in-one* változatát töltöttem le a Világhálóról, majd a hivatalos honlapról elérhető leírás szerint telepítettem Ubuntu Linux rendszeremre. A vizsgált hálózat megadásához tetszőleges *editor* használható, például a GVim.

Építsünk egy egyszerű hálózatot: két eszköz között létesítsünk összeköttetést, s ezen vigyünk át adatokat UDP protokollal! A környezetet Tcl nyelven írjuk le egy szöveges fájlban, objektum-orientált szellemben. Nézzük ezt lépésről-lépésre:

1. Készítünk egy új szimulációs környezetet ns néven:

```
set ns [new Simulator]
```

2. A későbbi grafikus megjelenítéshez szimulációs adatokat kell rögzítenünk. Erre a célra nyitunk egy fájlt `out.nam` néven:

```
set nf [open out.nam w]
$ns namtrace-all $nf
```

3. Létrehozzuk az eszközöket mint csomópontokat (*node*) forras és nyelo néven:

```
set forras [$ns node]
set nyelo [$ns node]
```

4. A két csomópont közt összeköttetést (*link*) alakítunk ki:

```
$ns duplex-link $forras $nyelo 1Mb 10ms DropTail
```

Az összeköttetés kétirányú, 1 Mbps bitrájú, 10 ms késleltetésű, s túlzott terhelés esetén a csomagok egy részét egyszerűen eldobja.

5. Létrehozunk egy UDP protokollt kezelő ágenszt (*agent*), s a forráshoz kapcsoljuk:

```
set udp [new Agent/UDP]
$ns attach-agent $forras $udp
```

6. Az előbbi ágenshez készítünk egy állandó bitrájú adatforrást, hogy legyen mit küldenie:

```
set cbr [new Application/Traffic/CBR]
$cbr set packetSize_ 500
$cbr set interval_ 0.005
$cbr attach-agent $udp
```

Ez az adatforrás egy 500 bájtos csomagot generál 0,005 másodpercenként.

7. A nyelő oldalán létrehozunk egy egyszerű adatnyelő ágenszt null néven:

```
set null [new Agent/Null]
$ns attach-agent $nyelo $null
```

8. Kapcsolatot létesítünk az ágensek között:

```
$ns connect $udp $null
```

9. A szimuláció szabályos befejezésekor lezárjuk a rögzített fájlt, s elindítjuk a *nam* nevű grafikus megjelenítőt. Mindezt egy később is felhasználható *finish* eljárásban gyűjtjük össze:

```
proc finish {} {
    global ns nf
    $ns flush-trace
    close $nf
    exec nam out.nam &
    exit 0
}
```

10. Megadjuk, hogy mikor milyen esemény következzen be:

```
$ns at 0.5 "$cbr start"  
$ns at 4.5 "$cbr stop"  
$ns at 5.0 "finish"
```

Az adatforrás a szimuláció kezdete után 0,5 másodperccel működésbe lép, s adatokat generál 4 másodpercen át. A szimuláció szabályos véget ér az 5. másodpercben.

11. Végül engedélyezzük a szimuláció futtatását:

```
$ns run
```

Hogy a szimuláció elinduljon, mentjük el az imént előállított forráskódot `elso.tcl` néven, s a konzolon adjuk ki az `ns elso.tcl` utasítást. Ha nem ejtettünk gépelési hibát, akkor megjelenik a nam grafikus felület, ahol mozgóképen követhetjük az eseményeket.

2. fejezet

Az IEEE 802.11 szabvány

Az IEEE 802.11 egy szabvány vezeték nélküli helyi hálózatokról (WLAN). Ebben a fejezetben számba vesszük a szabvány néhány elemét, majd egy fogalmi alapozás után megvizsgáljuk, hogy a 802.11 hálózatban hogyan valósulnak meg az OSI modell alsó két rétegének szolgáltatásai.

2.1. A szabvány elemei

Az IEEE 802.11 az IEEE 802 szabványok közé tartozik. Az OSI modellből a fizikai réteget és az adatkapcsolati réteget érinti, utóbbinak csak az alsó, közeghozzáférési (MAC) alrétegét fedi le. A szabvány első változata 1997-ben két rádiófrekvenciás és egy infravörös fizikai réteget kínált. Előbbiek egy engedély nélkül használható 2,4 GHz körüli frekvenciatartományban üzemelnek, utóbbi jelentősége kicsi. A lehetséges bitráta 1 vagy 2 Mbps.

A 802.11 szabvány összetett és folyamatosan fejlődik. Egy-egy részfeladat megoldásán külön csoport (*task group*) dolgozik. A csoportok munkájuk eredményeként módosításokat készítenek, amik a szabvány részévé válhatnak. A csoportokat és az általuk készített módosításokat egy kisbetűs jel azonosítja egyértelműen. A szabvány gondozásáért az m jelű csoport felel. E mű írásakor az IEEE 802.11-2007 volt érvényben, ami tartalmazza az a, b, d, e, g, h, i és j jelű módosításokat. Ezek közül időrendben tekintünk néhányat [10] alapján.

A 802.11a-1999 módosítás újabb rádiófrekvenciás fizikai réteget vezetett be 54 Mbps maximális bitrátaival egy 5 GHz körüli tartományban. Európai elterjedését engedélyezési gondok gátolják.

A 802.11b-1999 úgy növelte 11 Mbps-ra a bitráta maximumát, hogy megmaradt az engedély nélkül használható frekvenciatartományban. Ehhez az eredeti szabvány egyik rádiófrekvenciás fizikai rétegét módosították. Az eszközök népszerűsége a használt tartományt zsúfoltabbá tette.

A 802.11g-2003 módosítás a 802.11a-hoz hasonló fizikai réteget vezet be a 2,4 GHz körüli tartományban legfeljebb 54 Mbps bitráta mellett, míg 11 Mbps vagy kisebb bitráta esetén fizikai rétege kompatibilis a 802.11b-vel.

A 802.11e-2005 a közeghozzáférés módosításával javítja a késleltetésre érzékeny szolgáltatások minőségét (QoS), mint például a hangátvitel IP protokollal vagy az áramló média.

A 802.11n javasolt, még el nem fogadott módosítás a szabványhoz. A hatékonyságot több küldő és fogadó antenna illetve szélesebb frekvenciasávok használatával tervezi javítani. Az ezt kiaknázó – nem szabványos – eszközök már megjelentek a piacon.

A 802.11T jelenleg is készül és nem része a szabványnak. Gyakorlati javaslatokat, metrikákat fog adni a 802.11 hálózatok hatékonyságának méréséhez.

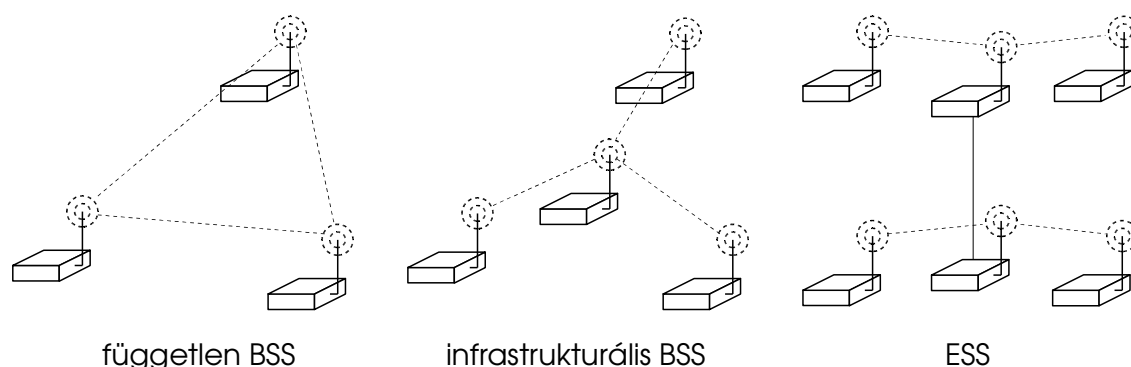
A vezeték nélküli hálózatok biztonsága külön szakdolgozati téma, jelen mű nem tárgyalja.

2.2. A hálózat felépítése

Ebben a szakaszban tekintjük a 802.11 vezeték nélküli helyi hálózat szereplőit, s lehetséges szerveződésüket. A felhasznált irodalom [6].

Állomásoknak nevezzük a vezeték nélküli helyi hálózat szolgáltatásait igénybe vevő eszközöket. A kommunikáció a *vezeték nélküli közegen* keresztül történik, ami leggyakrabban mikrohullámú sugárzás. A *hozzáférési pontok* egy adott vezeték nélküli hálózatot igazgató és a külvilággal összekötő eszközök. A *közvetítő rendszer* logikai összetevő, feladata az adatok célba juttatása egy hálózaton belül, általában a hozzáférési pontokat egymással összekötő tetszőleges hálózattól és a vezeték nélküli csatolókat ehhez kapcsoló hidakból áll.

A hálózat legalacsonyabb szerveződési formája a *basic service set* (BSS), ami egymással kommunikáló állomások halmaza. Ha az állomások közvetlenül cserélnek információt egymással, akkor független BSS-ről illetve *ad-hoc* hálózatról beszélünk, ha közvetítőként egy hozzáférési pontot használnak, akkor infrastrukturális BSS-ről illetve hálózatról van szó. Utóbbi esetben a kommunikációt megelőzően az állomások viszonyt létesítenek egy hozzáférési ponttal, e folyamat neve társítás. A létrejövő viszony az állomás adott hálózati csatolója szemszögéből nézve kizárólagos és mindig ő kezdeményezi.



2.1. ábra. Az IEEE 802.11 hálózat szerveződése

Nagy területek lefedéséhez a szabvány lehetővé teszi BSS-ek összekapcsolását, aminek eredménye egy *extended service set* (ESS). Az összekapcsolás tetszőleges hálózattal történhet, de ez az adatkapcsolati rétegben egyetlen tartomány kell legyen. Ugyanazon ESS-hez tartozó BSS-ek közötti mozgás közben a szolgáltatás folyamatosan elérhető, az állomás az új hozzáférési ponthoz az újratársítás műveletével csatlakozik át. Különböző ESS-ek között ilyen átjárhatóság nincs, így a 802.11 hálózat legmagasabb szerveződési szintje az ESS.

2.3. Közeghozzáférés

Ebben a szakaszban megnézzük, hogy az IEEE 802.11 szabványú hálózat állomásai miként férnek hozzá a vezeték nélküli közeghez, azaz hogyan valósul meg az adatkapcsolati réteg MAC alrétege.

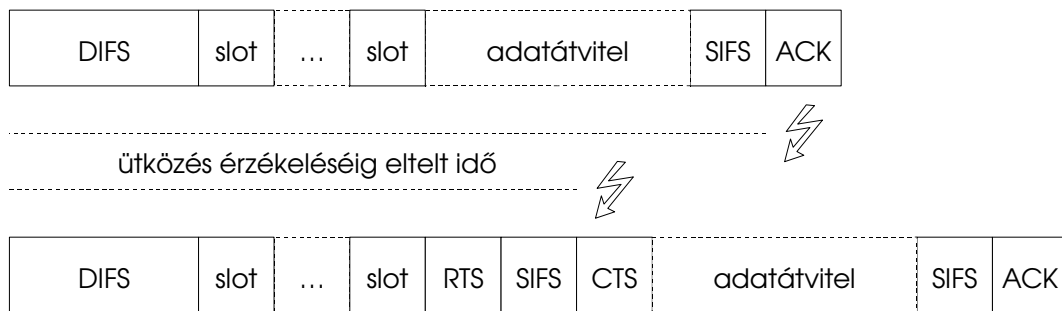
A sikeres kommunikáció érdekében a vezeték nélküli közeg használatát koordinálni kell a hálózatban. Ha egy időben több forrás használja a közeget, ütközésről beszélünk, az információcsere sikertelen. A szabvány szerint az állomások vagy szabadon versengenek a közegért, vagy központi engedéllyel férnek hozzá. Utóbbi esetben garantált, hogy az adatok egy időkorláton belül kézbesítésre kerülnek, de az eszközök többsége nem támogatja ezt [5], [6].

2.3.1. DCF

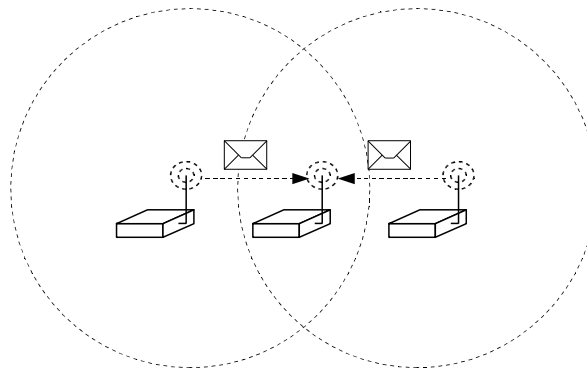
A versengéses hozzáférés eszköze a *distributed coordination function* (DCF). Működése kétféle lehet, először tekintsük az alapesetet. Az állomások törekszenek az ütközés elkerülésére, csak akkor veszik használatba a közeget, ha az kellő ideig szabadnak bizonyul. Erről minden állomás maga győződik meg „hallgatózással”. Ahhoz, hogy a közeget szabadnak tekinthesse, az állomás a szabvány által DIFS¹-nek nevezett ideig nem érzékelhet foglaltságot. Ha ez teljesült, az állomás az ütközés valószínűségét csökkentendő még visszaszámol egy véletlenszerűen választott értéktől nulláig. E további várakozás angol neve *backoff*, hossza úgynevezett *slot time* egységben mérve a $\{0, 1, \dots, w - 1\}$ halmazból kerül ki, minden elem egyenlő eséllyel. w az úgynevezett ablak, kezdeti értéke és maximuma a szabványban rögzített. A *slot time* hossza a használt fizikai rétegtől függően akkora, amennyi idő alatt bármely állomás érzékelni tudja a többi állomás jelét. Ha e várakozás közben az állomás a közeg foglaltságát érzékeli, akkor a visszaszámlálást megállítja, s csak DIFS hosszú ideig szabad közeg esetén folytatja. Amikor a visszaszámláló nullához ér, itt az információküldés ideje. A sikeres átvitelt a nyelő nyugtával (ACK) jelzi. Ha ezt a forrás nem érzékeli a szabvány által SIFS²-nek nevezett időt követően, akkor a küldést sikertelennek tekinti, s kétszeresére növelt ablak mellett új véletlen hosszú várakozásba kezd. A nagy adatcsomagok kisebb méretű töredékek sorozataként küldhetők, a darabkák között SIFS hosszú szünetet tartva, mindegyik után nyugtázást elvárva.

¹Distributed Interframe Spacing

²Short Interframe Spacing



2.2. ábra. A DCF működése



2.3. ábra. A rejtett terminál

A DCF másik működési módja az alapesettől abban tér el, hogy a forrás a véletlen hosszú várakozás után, a kommunikációt megelőzően kérelmet küld, aminek neve *request to send* (RTS). A nyelő állomás ennek érzékelését követően SIFS hosszú szünet után választ ad, amit a szabvány *clear to send*-nek (CTS) hív. Csak ennek fogadása után küldheti az adatokat a forrás.

Ha egy állomás részére két olyan állomás kísérel meg egyszerre adatot küldeni, melyek egymás jelét nem érzékelik például a köztük lévő nagy távolság miatt, akkor a források minden igyekezte ellenére ütközés történik. Ez a *rejtett terminál probléma*, amire megoldás az RTS/CTS mód. Mivel az adatcsomag hosszát RTS és CTS is tartalmazza, a forrás, a köztes hozzáférési pontok és a nyelő környezetében az állomások tudomást szereznek arról, hogy meddig lesz még foglalt a közeg, s a biztos ütközést elkerülendő addig nem próbálnak hozzáférni.

2.3.2. PCF

A versengés nélküli hozzáférést a *point coordination function* (PCF) valósítja meg. Az állomások egyike kitüntetett szerepet kap, a többiek az ő engedélyével használhatják a közeget. E központi szerep neve *point coordinator*, amit a hozzáférési pont kap meg. A PCF és a DCF az idő teltével egymást váltja. A központ a versengés nélküli időtartam

elején közzé teszi annak maximális hosszát. Az állomások az ütközést kerülendő ez idő alatt nem próbálnak engedély nélkül hozzáférni a közeghez. Mivel a küldések közt DIFS-nél rövidebb idő telik el, fegyelmezetlen állomások nem kaparinthatják meg a közegét. A központ sorra veszi a listáján szereplő állomásokat, s küldési engedélyt (CF-Poll) ad nekik, egyszerre egynek. A listára felkerülni a társítás során lehet. Az állomás a CF-Poll birtokában SIFS idő után egyetlen keretnyi adatot küldhet a központnak, ami később továbbítja azt a címzetthez. Ha a központ a küldést nem észleli PIFS³ időn belül, akkor továbblép a listán. Mind a központ, mind az állomások nyugtázzák (CF-Ack) a kapott adatkereteket, utóbbiak a CF-Pollt is. A versengés nélküli szakasz végét a CF-End keret kiküldésével jelzi a központ. A különböző kerettípusok összefűzhetőek, így a hálózat értékes időt takarít meg. Részletekhez lásd [6]-t. A versengés nélküli szakasz a versengés elhúzódása miatt az elején megrövidülhet.

2.3.3. EDCA

Az eredeti IEEE 802.11 szabványban megadott DCF nem garantálja, hogy a küldött adat egy véges időn belül megérkezik. Vannak olyan alkalmazások, amik sikeres működésükhöz megkövetelik, hogy a hálózat adott időre kézbesítse az információt. Például ilyen a hang valós idejű átvitele. A 2005-ben elfogadott 802.11e jelű módosítás új közegehozzáférést vezet be, ami elosztott módon biztosítja a szolgáltatás minőségét (QoS). Tekintsük ezt [4] alapján!

Az új közegehozzáférés neve *Enhanced Distributed Channel Access* (EDCA), ez a DCF kiterjesztése. A protokoll a küldendő adatokat forgalmi osztályokba sorolja. Az egyes osztályokhoz olyan közegeelési paraméterek tartoznak, hogy tükrözzék a szolgáltatás minőségével szemben támasztott követelményeket. Ha egy állomás adatot akar küldeni, akkor DIFS helyett AIFS⁴ ideig egyfolytában szabadnak kell érzékelnie a közegét. Minden osztályhoz külön AIFS idő tartozik. Sikeres esetén az állomás a DCF-nél látottakhoz hasonlóan visszaszámlál egy véletlen értéktől nulláig, de az ablak mérete az adat osztályától is függ.

2.4. Fizikai réteg

A fizikai réteg feladata az információt bitenként átvinni egy fizikai összeköttetésen. Az OSI modell legalján áll, kapu az átviteli közeghez. Az IEEE 802.11 szabvány eredetileg két rádiófrekvenciás és egy infravörös fizikai réteget nyújtott, s később még három rádiós megoldással gazdagodott. Az infravörös fizikai réteget nem tárgyaljuk, mert egy eszköz sem használja ([6]).

A rádiós fizikai rétegek közül három az engedély nélkül használható 2,45 GHz körüli frekvenciasávon belül működik. Követelmény, hogy az engedély nélkül üzemelő eszközök széles frekvenciatartományban bocsássák ki jelüket, s ne egy keskeny sávba sűrítsék össze az energiát. Ezt az eljárást szórt spektrumnak nevezzük. Egyik megvalósítása a *frekvencia-ugratásos szórt spektrum* (FHSS): a rendelkezésre álló sávot részekre

³Priority Interframe Spacing

⁴Arbitration Interframe Spacing

osztják, s az idő teltével a jel sugárzásához használt részsávot adott szabály szerint változtatják. Az FHSS kezdetben népszerű fizikai réteg volt, de alkalmazását a magasabb bitrátájú megoldások visszaszorították. A *direkt szekvenciás szórt spektrum* (DSSS) esetén a forrás oldalán egy matematikai transzformáció segítségével kiszélesítik a használt frekvenciasávot, s a nyelőnél az inverz transzformáció szolgáltatja az eredeti jelet. Az információ minden egyes bitje helyett egy 11 bitből álló sorozatot visznek át.⁵ A DSSS jobban tűri az interferenciát, mint az FHSS. A 802.11b módosítás bevezeti az előbbihez hasonló működésű, de magasabb bitrátájú HR/DSSS fizikai réteget, ami rögzített bitsorozat helyett magát az adatot használja a tömörebb kódoláshoz.

A 802.11 szabványú eszközök elterjedésével a 2,45 GHz körüli sáv egyre zsúfoltabbá válik. A 802.11a módosítás egy új fizikai réteget nyújt a tágasabb 5 GHz körüli tartományban, magasabb bitrátával. Az új fizikai réteg neve *ortogonális frekvenciaosztásos multiplexelés* (OFDM). A rendelkezésre álló frekvenciasávot részekre osztják, s a részsávokban párhuzamosan küldik az információ darabjait. A sávszélesség jobb kihasználása végett a részsávok közt átfedés van. Az átfedés mértéke hullámtanilag olyan, hogy a párhuzamosan küldött jelek megkülönböztethetők egymástól. Bár az 5 GHz körüli sáv az Egyesült Államokban engedély nélkül használható, Európában nem. Az OFDM technikát a 2,45 GHz körüli sávban a 802.11g módosítás teszi lehetővé, de az ezt támogató eszközök alacsonyabb bitrátán a 802.11b-ben megadottak szerint működnek.

⁵A 0 bitet az 10110111000 ún. Barker-sorozat kódolja, az 1-et ennek bitenkénti negáltja.

3. fejezet

Az IEEE 802.11 hálózatok hatékonysága

Ebben a fejezetben a 802.11 hálózat hatékonyságát vizsgáljuk meg. Olyan kérdésekre keresünk és kapunk választ, mint mekkora a hálózat legnagyobb áteresztő képessége, melyek a szabványos működés gyenge pontjai, s hogyan növelhető a hatékonyság.

Látni fogjuk a hálózat több matematikai modelljét. Ezeket a nemzetközi szakirodalomból válogattam, mindegyikük szimulációban kipróbált. A képletekben többször is használt, főbb jelöléseket a következő táblázat foglalja össze.

jelölés	jelentés
X	a hálózat hasznos áteresztő képessége
$E[L]$	az adatsomagok átlagos hossza
P_s	a sikeres küldés (feltételes) valószínűsége a teljes hálózatban
T_s	a sikeres küldés átlagos időbeli hossza
P_c	az ütközés (feltételes) valószínűsége a teljes hálózatban
T_c	az ütközés átlagos időbeli hossza
P_{tr}	a küldési kísérlet valószínűsége a teljes hálózatban
σ	egy <i>slot time</i> időbeli hossza
τ	a küldési kísérlet valószínűsége egyetlen állomásra nézve
p	az ütközés valószínűsége egyetlen állomásra nézve

3.1. A DCF hatékonysági elemzése

Ebben a szakaszban a versengéses közeghozzáférést megvalósító *Distributed Coordination Function*¹ hatékonyságával foglalkozunk.

3.1.1. A hálózat áteresztő képessége

Az adatkapcsolati réteg az adatokat járulékos információkkal együtt keretbe zárja. A küldemény méretét a fizikai réteg is növeli. Így az időegység alatt átvitt adatmennyiség elmarad a névleges bitrátától. Az ütközések tovább rontják a hatékonyságot. Először

¹Működését a 2.3.1. szakasz ismerteti.

megbecsüljük a 802.11b hálózat hasznos áteresztő képességét, majd megvizsgáljuk, mi-ként rontják a teljes hálózat teljesítményét az alacsonyabb bitrátát használó állomások. A felhasznált irodalom [8].

Tegyük fel, hogy a hálózatban egyetlen állomás küld adatot, így ütközés nem lép föl. Miután a forrás DIFS ideig szabadnak érzékeli a közeget, véletlen hosszú várakozásba kezd, majd elküldi a keretet, amit SIFS idő után nyugtáz a vevő. Így egy keretnyi adat teljes átviteléhez szükséges idő várható értéke:

$$T = DIFS + t_w + t_{phy} + t_{fr} + SIFS + t_{phy} + ACK, \quad (3.1)$$

ahol t_w a várakozás hosszának várható értéke, t_{fr} , t_{phy} és ACK rendre a keret, a fizikai rétegben hozzáadott többlet és a nyugta átvitelének időigénye. A várakozás hossza *slot time* (jelölje σ) egységben mérve a $\{0, 1, \dots, w - 1\}$ halmazból kerül ki véletlenszerűen, minden érték egyenlő eséllyel. Kezdetben $w = w_{\min}$, így $t_w = \sigma(w_{\min} - 1)/2$.

Ha a bitráta 11 Mbps, akkor a szabvány szerint $DIFS = 50 \mu s$, $\sigma = 20 \mu s$, $w_{\min} = 32$, $t_{phy} = 96 \mu s$, $SIFS = 10 \mu s$ és $ACK = 10 \mu s$, így az 1500 hasznos és 34 többlet bájtból álló keret tartalmának átvitele $t_{fr} = 1116 \mu s$, a teljes átvitel $T = 1688 \mu s$ időbe kerül. A hasznos és a teljes áteresztőképesség aránya:

$$\frac{1500}{1534} \frac{t_{fr}}{T} = 0,65.$$

Tekintsük most több állomás versengését a közegért. Tegyük föl, hogy mindegyik azonos névleges bitrátán üzemel. Jelölje $T(n)$ egy keretnyi adat teljes átviteléhez szükséges időt, ha n állomás verseng a közegért, s legyen $T_c(n)$ az ütközések okozta többlet idő. Ekkor:

$$T(n) = T + T_c(n). \quad (3.2)$$

Tegyük fel, hogy egy küldés során legfeljebb egy ütközés léphet fel, melynek valószínűségét jelölje $P_c(n)$. w minden ütközéskor kétszeresére növekszik legfeljebb $w_{\max}$ -ig. Az ütközés miatti várakozási idő várható hossza:

$$T_c(n) = \sigma P_c(n) \frac{2w_{\min} - 1}{2}. \quad (3.3)$$

$P_c(n)$ -et becsülhetjük annak valószínűségével, hogy az állomás $w_{\min}$ érték közül választott várakozási ideje megegyezik a többi $n - 1$ állomás legalább egyikének várakozási idejével:

$$P_c(n) = 1 - \left(1 - \frac{1}{w_{\min}}\right)^{N-1}. \quad (3.4)$$

A hasznos és névleges bitráta aránya $n = 20$ versengő állomás esetén, melyek mindegyike 11 Mbps névleges bitrátát használ:

$$\frac{1500}{1534} \frac{t_{tr}}{T(n)} = 0,55.$$

Vizsgáljuk meg a bitrátában heterogén hálózat áteresztőképességét. Üzemeljen $n - 1$ állomás R névleges bitrátán, s egyetlen állomás r -en úgy, hogy $R > r$. Ettől függően egy keretnyi adat teljes átviteléhez szükséges idő várható értékét jelölje T_R illetve T_r . A keret tartalmának átvitele l_{fr}/R illetve l_{fr}/r időbe kerül, ahol l_{fr} a keret bitekben mért hossza. A DCF hosszú távú működése során minden állomás egyenlő eséllyel fér hozzá a közeghez. Ezért értelmes a csatorna kihasználtságát egy állomásra nézve az adott és az összes állomás egyetlen átviteli idejének hányadosaként definiálni:

$$U_R = \frac{T_R}{(n - 1)T_R + T_r + nP_c(n)T_c}, \quad (3.5)$$

$$U_r = \frac{T_r}{(n - 1)T_R + T_r + nP_c(n)T_c}, \quad (3.6)$$

ahol T_c az ütközések időtöbbletének várható értéke. Az ütközés ténye csak utólag derül ki, ezért a vele elfecsérelt idő T_r , ha az átvitelben érintett állomások közt van r alacsony bitrátát használó, egyébként T_R . Hálózatunkban $n(n - 1)/2$ pár alakítható ki, ebből $n - 1$ -ben szerepel a lassú állomás. Ezért:

$$T_c = \frac{n - 1}{n(n - 1)/2} T_r + \left(1 - \frac{n - 1}{n(n - 1)/2}\right) T_R = \frac{2}{n} T_r + \left(1 - \frac{2}{n}\right) T_R. \quad (3.7)$$

Adott állomás hasznos bitrátáját a névleges bitrátától függően jelölje X_R illetve X_r . Ekkor:

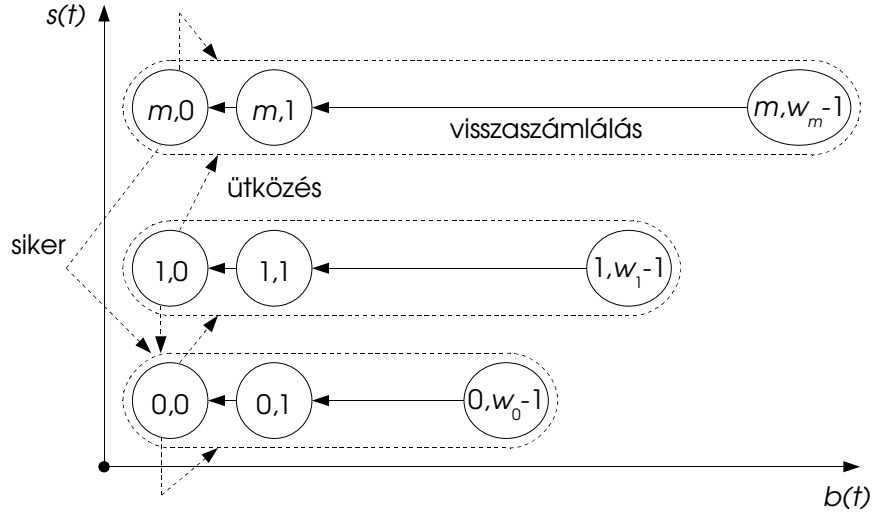
$$X_R = U_R \frac{l_{fr}/R}{T_R} R = \frac{l_{fr}}{(n - 1)T_R + T_r + nP_c(n)T_c} = U_r \frac{l_{fr}/r}{T_r} r = X_r. \quad (3.8)$$

Vagyis hosszú távon a névleges bitráta különbsége ellenére ugyanakkora hasznos áteresztőképességet tapasztal az összes állomás. [8] szimuláció és kísérlet után megállapítja, hogy ezt az anomáliát enyhíti, ha a hálózat szállítási rétegében olyan kifinomult protokoll dolgozik, mint a TCP. A szerzők felhívják a figyelmet, hogy a DCF összetettsége az előbbinél pontosabban modellezhető Markov-láncokkal, amit a 3.1.2. szakaszban nézünk meg.

3.1.2. Modellezés Markov-lánccal

Ebben a szakaszban a közeghozzáférés egy részletesebb modelljét tekintjük. A véletlen várakozás hátralévő hossza és az átvitel alatt történt ütközések száma szerint elkülönítjük egy állomás adott pillanatban lehetséges állapotait. Ezeket kétdimenziós Markov-folyamatba foglaljuk, majd meghatározzuk a teljes hálózat áteresztő képességét. A felhasznált irodalom [2].

A vizsgált hálózat álljon n állomásból. Tegyük föl, hogy a hálózat telített, azaz mindig minden állomásnak van küldeni való adatcsomagja. Mindannyian versenyre kelnek a közegért, s az ütközés esélyét csökkentendő várakozásba kezdenek. E várakozás úgy telik, hogy a *backoff* számláló értéke minden *slot time*-nyi idő elteltével eggyel csökken egy véletlenszerűen választott kezdőértéktől egészen nulláig. Jelölje adott állomás *backoff* számlálójának értékét a t -edik időpillanatban $b(t)$, ahol $t \in \{0, 1, \dots\}$ és



3.1. ábra. A DCF modellezése Markov-lánccal

$b(t) \in \{0, 1, \dots, w - 1\}$. Ahogy a legkisebb kezdőértéket sorsoló állomás birtokba veszi a közeget, a többiek annak felszabadulásáig szüneteltetik a visszaszámlálást, e szünet alatt úgy vesszük, hogy $b(t)$ szempontjából megáll az idő. Az állomás küldött adata által szenvedett ütközések egy ideig növelik $b(t)$ értékészletét: az i -edik ütközés után $w = w_i \doteq 2^i w_{\min}$ ($0 \leq i \leq m$), ahol m -et úgy választjuk meg, hogy $w_{\max} = 2^m w_{\min}$, ezen kívül $i \geq m$ esetén $w = w_{\max}$. Jelölje a w növelését okozó ütközések számát az átvitel t -edik számlálással töltött időpillanatáig $s(t)$, ahol $s(t) \in \{0, 1, \dots, m\}$.

Tegyük föl, hogy az adatsomagok egymástól függetlenül mindig állandó p valószínűséggel szenvednek ütközést. A vizsgált események szempontjából egy időpillanat egy egész *slot time* hosszú időtartamot jelképez. Az $\{s(t), b(t)\}$ folyamatnak megfelel egy diszkrét idejű kétdimenziós Markov-lánc. Tekintsük ennek nem nulla átmenet-valószínűségeit:

- a *backoff* számláló értéke pillanatról pillanatra eggyel kisebb:

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

ahol $i \in \{0, 1, \dots, m\}$ és $k \in \{1, 2, \dots, w_i - 1\}$,

- az átvitel i ütközés után sikeres volt, az állomás a következő küldéshez $w = w_0$ -ra visszaállva sorsol k hosszú várakozási időt:

$$P\{0, k \mid i, 0\} \doteq P\{s(t+1) = 0, b(t+1) = k \mid s(t) = i, b(t) = 0\} = (1-p) \frac{1}{w_0},$$

ahol $i \in \{0, 1, \dots, m\}$ és $k \in \{0, 1, \dots, w_0 - 1\}$,

- i ütközés után újabb történt, kétszeresére növelt ablak mellett a sorsolt várakozási idő k :

$$P\{i+1, k \mid i, 0\} \doteq P\{s(t+1) = i+1, b(t+1) = k \mid s(t) = i, b(t) = 0\} = p \frac{1}{w_{i+1}},$$

ahol $i \in \{0, 1, \dots, m-1\}$ és $k \in \{0, 1, \dots, w_i-1\}$,

- m ütközés után újabb történt, az ablak mérete nem változik, a sorsolt várakozási idő k :

$$P\{m, k \mid m, 0\} \doteq P\{s(t+1) = m, b(t+1) = k \mid s(t) = m, b(t) = 0\} = p \frac{1}{w_m},$$

ahol $k \in \{0, 1, \dots, w_m-1\}$.

A folyamat stacionárius eloszlása legyen $p_{i,k} = \lim_{t \rightarrow \infty} P\{s(t) = i, b(t) = k\}$, ahol $i \in \{0, 1, \dots, m\}$ és $k \in \{0, 1, \dots, w_i-1\}$. Ehhez megadunk egy zárt alakban lévő formulát. A visszaszámláló $s(t) = i$ feltétel mellett akkor ér el k -hoz, ha az előző sorsolás eredménye $\{k, k+1, \dots, w_i-1\}$ halmazból került ki. Ennek feltételes valószínűsége $(w_i - k)/w_i$. Mivel a $k = 0$ értékű számláló $s(t) = i$ mellett biztos esemény: $P\{s(t) = i\} = p_{i,0}$. Azaz

$$p_{i,k} = P\{k \leq b(t) \leq w_i - 1 \mid s(t) = i\} \cdot P\{s(t) = i\} = \frac{w_i - k}{w_i} p_{i,0}. \quad (3.9)$$

Normalizáló feltételünk:

$$1 = \sum_{i=0}^m \sum_{k=0}^{w_i-1} p_{i,k} = \sum_{i=0}^m \left(p_{i,0} \sum_{k=0}^{w_i-1} \frac{w_i - k}{w_i} \right) = \sum_{i=0}^m p_{i,0} \frac{w_i + 1}{2} = \frac{1}{2} \sum_{i=0}^m p_{i,0} (2^i w_0 + 1). \quad (3.10)$$

$s(t)$ növekedését a p valószínűséggel bekövetkező ütközések okozzák, ezért $p_{i,0} = p \cdot p_{i-1,0} = p^i \cdot p_{0,0}$, ha $i \in \{1, 2, \dots, m-1\}$. Mivel m -nél több ütközés után nem növekszik az ablak mérete: $p_{m,0} = p \cdot p_{m-1,0} + p \cdot p_{m,0}$, ahonnan $p_{m,0} = p_{0,0} \cdot p^m / (1 - p)$. Így (3.10) alapján:

$$\begin{aligned} p_{0,0} &= 2 \left[\sum_{i=0}^{m-1} p^i (2^i w_0 + 1) + \frac{1}{1-p} p^m (2^m w_0 + 1) \right]^{-1} = \\ &= 2 \left[w_0 \left(\sum_{i=0}^{m-1} (2p)^i + \frac{(2p)^m}{1-p} \right) + \sum_{i=0}^{m-1} p^i + \frac{p^m}{1-p} \right]^{-1} = 2 \left[w_0 \frac{1 - p(1 + (2p)^m)}{(1 - 2p)(1 - p)} + \frac{1}{1-p} \right]^{-1}. \end{aligned} \quad (3.11)$$

Jelölje τ annak valószínűségét, hogy egy időpillanatban az állomás adatot küld, azaz visszaszámlált nulláig: $\tau = \sum_{i=0}^m p_{i,0}$. Mivel $\{s(t+h) = 0, b(t+h) = 0\}$ állapotba úgy jutunk el, hogy $\{s(t) = i, b(t) = 0\}$ -ban nem történt ütközés: $p_{0,0} = (1-p) \sum_{i=0}^m p_{i,0}$. Ezt felhasználva: $\tau = p_{0,0} / (1-p)$. Ütközés akkor történik, ha egy időpillanatban mások is adatot küldenek, ezért: $p = 1 - (1 - \tau)^{n-1}$. Innen numerikus módszerekkel megkapható τ és p értéke.

A következőkben a hálózat áteresztő képességét vizsgáljuk meg. Először egy általános képletet írunk fel, majd meghatározzuk ennek paramétereit a DCF egyes működési módjaira. Jelölje azt a valószínűséget, hogy egy időpillanatban legalább egy állomás adatot küld a hálózatban $P_{tr} = 1 - (1 - \tau)^n$. Legyen P_s annak feltételes valószínűsége, hogy ha egy időpillanatban valaki küld, akkor azt sikeresen teszi, azaz mások nem küldenek: $P_s = n\tau(1 - \tau)^{n-1}/P_{tr}$. Egy adatcsomag bitjeinek átlagos számát jelölje $E[L]$. Így egy időpillanat „alatt” $P_s P_{tr} E[L]$ bit adat kerül elküldésre sikeresen. A modell egy időpillanatának megfelelő valós időtartam hossza *slot time*-nyi (jelölje σ), ha ekkor nincs küldés, azaz minden állomás a számlálót lépteti. A küldés foglalttá teszi a közeget, ezért valós időben kitolódik a következő időpillanat. A sikeres küldések átlagos idejét jelölje T_s , míg az ütközésekkel elfecsérelt idő átlagát T_c . Így két időpillanat között eltelt valós idő várható értéke $(1 - P_{tr})\sigma + P_{tr}(P_s T_s + (1 - P_s)T_c)$. Ezért a hálózat áteresztő képessége:

$$X = \frac{P_s P_{tr} E[L]}{(1 - P_{tr})\sigma + P_{tr}(P_s T_s + (1 - P_s)T_c)}. \quad (3.12)$$

Nézzük meg, hogy alakul T_s és T_c értéke a DCF alapl működésekor! Jelölje az adatokhoz adott fejlécek átviteléhez szükséges időt T_h . Legyen δ az a legkisebb idő, ami alatt a szabványos hálózat két legtávolabbi állomása biztosan érzékeli egymás jelét. L hosszú adat átvitele kerüljön T_L időbe, L^* legyen egy ütközésben érintett leghosszabb adat hossza. Így:

$$T_s^{\text{alap}} = T_h + T_{E[L]} + SIFS + \delta + ACK + DIFS + \delta,$$

$$T_c^{\text{alap}} = T_h + T_{E[L^*]} + DIFS + \delta.$$

L^* várható értékét a teljes valószínűség tételével számítjuk ki. Minden lehetséges esetet veszünk, amikor k állomás érintett az ütközésben rendre $L_1, \dots, L_k$ hosszú csomagokkal:

$$\begin{aligned} E[L^*] &= \sum_{k=2}^n \frac{\binom{n}{k} \tau^k (1 - \tau)^{n-k}}{P_{tr}(1 - P_s)} \cdot E[\max(L_1, \dots, L_k) | k] = \\ &= \sum_{k=2}^n \frac{\binom{n}{k} \tau^k (1 - \tau)^{n-k}}{1 - (1 - \tau)^n - n\tau(1 - \tau)^{n-1}} \int_0^{L_{\max}} 1 - F(x)^k dx, \end{aligned}$$

ahol F az adatok hosszának eloszlásfüggvénye, $L_{\max}$ az adatok legnagyobb lehetséges hossza. Megjegyezzük, hogy egy ütközéssel átlagosan T_c időt csak az ütközésben nem érintett állomások veszítenek, az abban résztvevők még egy darabig várják a nyugtát.

Az RTS/CTS módban működő állomás a közeg birtokba vételekor kérelmet (RTS) küld a célállomásnak, melyre választ (CTS) vár el. Ha minden állomás mindig így működik, akkor már a CTS elmaradásakor fény derül az ütközésre. Az ütközésben csak a kérelmek vesznek oda, míg a sikeres átvitel a kézfogás miatt több időt vesz igénybe:

$$T_s^{\text{RTS}} = RTS + SIFS + \delta + CTS + SIFS + \delta + T_s^{\text{alap}},$$

$$T_c^{\text{RTS}} = RTS + DIFS + \delta.$$

A szabvány megengedi, hogy az állomások egy adott korlátnál (jelölje $\bar{L}$) rövidebb adatcsomagokat az alaplóműködés szerint küldjenek, a többit RTS/CTS-sel. Ha az adatok hosszának eloszlásfüggvénye F , akkor az alaplóműködés valószínűsége $F(\bar{L})$, az RTS/CTS-é pedig $1 - F(\bar{L})$. A sikeres átvitelek várható időbeli hossza:

$$T_s = F(\bar{L}) \cdot T_s^{\text{alap}} + [1 - F(\bar{L})] \cdot T_s^{\text{RTS}}.$$

Ha egy ütközésben kettőnél több csomag részvételének valószínűsége elhanyagolhatóan kicsi, akkor elég a lehetséges ütköző párokat vizsgálni. Így az ütközésben elvesztett idő átlaga:

$$T_c = [1 - F(\bar{L})]^2 \cdot T_c^{\text{RTS, RTS}} + 2 \cdot F(\bar{L}) [1 - F(\bar{L})] \cdot T_c^{\text{RTS, alap}} + [F(\bar{L})]^2 T_c^{\text{alap, alap}}.$$

Mivel a kérelmek azonosak a tisztán RTS/CTS működés kérelmeivel: $T_c^{\text{RTS, RTS}} = T_c^{\text{RTS}}$. Az alaplóműködés szerint küldött csomagok hosszának feltételes eloszlásfüggvénye $F(x)/F(\bar{L})$, ezért $E[L^*]^{\text{alap, alap}} = \int_0^{\bar{L}} 1 - [F(x)/F(\bar{L})]^2 dx$. A kérelem mindig rövidebb a küldött adatoknál: $E[L^*]^{\text{RTS, alap}} = \int_0^{\bar{L}} 1 - [F(x)/F(\bar{L})] dx$.

Az eddigiekre alapozva megnézzük, hogyan közelíthetjük meg a telített hálózat legnagyobb áteresztő képességét. (3.12) átalakításával kapjuk, hogy a hálózat áteresztő képessége:

$$X = \frac{E[L]}{[\sigma(1 - P_{tr})/P_{tr} + T_c]/P_s + T_s - T_c'}$$

ami ott veszi fel a legnagyobb értékét, ahol maximuma van a következőnek:

$$\frac{P_s}{(1 - P_{tr})/P_{tr} + T_c/\sigma} = \frac{n\tau(1 - \tau)^{n-1}}{-(1 - \tau)^n/[1 - (1 - \tau)^n] + T_c/\sigma}.$$

Ennek τ szerinti első deriváltját nullával egyenlővé téve a kapott egyenlet gyöke:

$$\tau \approx \left(n \sqrt{\frac{T_c}{2\sigma}} \right)^{-1}.$$

T_c/σ -t meghatározza a használt közeghozzáférs és a fizikai réteg. A legnagyobb áteresztő képesség úgy közelíthető meg, ha minden állomás a hálózat méretéhez igazítja a küldés τ valószínűségét. Ezt úgy tehetné meg, hogy n várható értékét felhasználva kiszámítja a legkedvezőbb $w_{\min}$ és $w_{\max}$ értékeket, azonban a szabvány ezt nem támogatja, csupán rögzíti az értékeket az egyes fizikai megvalósításokhoz.

[2] arra a meglepő eredményre jut, hogy a DCF működési módjaiban a legnagyobb áteresztő képesség nem tér el nagyon. Elemzéseinek tanulsága, hogy alaplóműködésben az állomások számának növelésével jelentősen romlik a hálózat hatékonysága, RTS/CTS módban ez alig tapasztalható. A kezdeti ablakméret nagy mértékben befolyásolja a kérelmek nélküli hálózat áteresztő képességét, $w_{\min}$ növelésével egy ideig javul a hatékonyság, majd az állomások számától függő optimális érték után romlani kezd. Az

RTS/CTS jótékony hatása kis kezdeti ablak mellett érződik legjobban, mert a kérelmek jelentősen lerövidítik a gyakori ütközésekkel elvesztegetett időt. A hatékonyságot a *slot time* kevéssé befolyásolja.

3.2. Az EDCA hatékonysági elemzése

Az EDCA² a DCF kiterjesztése a szolgáltatás minőségének biztosítása végett. Az felhasználók eltérő QoS követelményeit a különböző forgalmi osztályok képviselik. Ezek a közeghozzáférés olyan paramétereiben térnek el, mint az ablak mérete és a szabad közegre várakozás hossza a visszaszámlálás előtt (AIFS). A protokoll működését Markov-lánccal modellezzük, a felhasznált irodalom [12].

Tegyük fel, hogy minden állomásnak mindig van küldeni való adata. Különböztessük meg az adatok C számú forgalmi osztályát, amiket rendre az $\{1, 2, \dots, C\}$ halmaz elemei jelöljenek. Tekintsünk egy állomást, ami c forgalmi osztályú adatot akar küldeni. Először a c -re jellemző $AIFS^{(c)}$ ideig szabadnak kell érzékelnie a közeget, majd egy véletlenszerűen választott értéktől nulláig vissza kell számlálnia. A számláló értékét a t -edik időpillanatban jelölje $b(t)$, ahol $t \in \{0, 1, \dots\}$ és $b(t) \in \{0, 1, \dots, w^{(c)} - 1\}$. A számláló 0 értékére küldési kísérlet történik. Ha ez sikertelen, akkor $w^{(c)}$ duplázódik, amíg el nem éri a szabványban rögzített maximumát ($w_{\max}^{(c)}$). Az ablak c osztályra jellemző kezdeti értékét jelölje $w_{\min}^{(c)}$. Az i -edik ütközés után $w^{(c)} = w_i^{(c)} \doteq 2^i w_{\min}^{(c)}$ ($0 \leq i \leq m$), ahol m olyan, hogy $w_m^{(c)} = w_{\max}^{(c)}$. A t -edik időpillanatig történt ablaknövelő ütközések számát jelölje $s(t) \in \{0, 1, \dots, m\}$. Ha visszaszámlálás közben a közeg foglalttá válik, akkor modellünkben addig áll az idő, mígnem az állomás $AIFS^{(c)}$ ideig ismét szabad közeget érzékel. A t -edik időpillanatban jelölje $o(t)$ az előző küldési kísérlet vége óta eltelt időt *slot time* egységben mérve. Tegyük föl, hogy $p_j^{(c)}$ annak valószínűsége, hogy egy c osztályú adattal rendelkező állomás a közeget foglalttnak érzékeli $o(t) = j$ esetén.

Az $\{s(t), o(t), b(t)\}$ folyamatnak megfelel egy diszkrét idejű háromdimenziós Markov-lánc a c osztályra nézve következő átmenet-valószínűségekkel:

- szabad közeg esetén a számláló értéke eggyel csökken ($1 \leq k < w_i^{(c)}$):

$$\begin{aligned} P^{(c)}(i, j+1, k-1 \mid i, j, k) &\doteq \\ &\doteq P\{s(t+1) = i, o(t+1) = j+1, b(t+1) = k-1 \mid s(t) = i, o(t) = j, b(t) = k\} = \\ &= 1 - p_j^{(c)}, \end{aligned}$$

- foglalt közeg esetén a visszaszámlálás szünetel ($1 \leq k < w_i^{(c)}$):

$$P^{(c)}(i, 0, k \mid i, j, k) = p_j^{(c)},$$

²Az EDCA működését a 2.3.3. szakasz tárgyalja.

- a számláló 0 értékére sikeres küldési kísérlet történik, s az ablakméret kezdeti értékére áll vissza ($0 \leq k < w_0^{(c)}$):

$$P^{(c)}(0, 0, k \mid i, j, 0) = (1 - p_j^{(c)}) \frac{1}{w_0^{(c)}},$$

- a számláló 0 értékére ütközés következik be, s az ablakméret kétszeresére nő ($i < m$, $0 \leq k < w_{i+1}^{(c)}$):

$$P^{(c)}(i + 1, 0, k \mid i, j, 0) = p_j^{(c)} \frac{1}{w_{i+1}^{(c)}},$$

- a számláló 0 értékére ütközés következik be, de az ablakméret nem változik ($i \geq m$, $0 \leq k < w_m^{(c)}$):

$$P^{(c)}(m, 0, k \mid m, j, 0) = p_j^{(c)} \frac{1}{w_m^{(c)}}.$$

A folyamat stacionárius eloszlását a c osztályra jelölje $p_{i,j,k}^{(c)}$. Ezzel kifejezhető annak valószínűsége, hogy a c osztályú adattal rendelkező állomás a közeg felszabadulása után $j \geq AIFS^{(c)}$ idővel küldést kísérel meg:

$$\tau_j^{(c)} = \frac{\sum_{i=0}^m p_{i,j,0}^{(c)}}{\sum_{i=0}^m \sum_{k=0}^{w_i^{(c)}-1} p_{i,j,k}^{(c)}}.$$

Ha $j < AIFS^{(c)}$, akkor az állomás nem küldhet, azaz $\tau_j^{(c)} = 0$. Tegyük föl, hogy c osztályú állomásból $n^{(c)}$ darab van a hálózatban ($1 \leq c \leq C$). Így az ütközés valószínűsége:

$$p_j^{(c)} = 1 - (1 - \tau_j^{(c)})^{n^{(c)}-1} \cdot \prod_{d \neq c} (1 - \tau_j^{(d)})^{n^{(d)}}.$$

A $p_j^{(c)}$ -k és $\tau_j^{(c)}$ -k numerikus módszerekkel meghatározhatóak.

Jelölje a közeg szabaddá válása után j idővel a c osztályra nézve $P_{s,j}^{(c)}$ a sikeres küldési kísérletek valószínűségét. Legyen $P_{id,j}$ annak valószínűsége, hogy a hálózatban ekkor nem küldött senki adatot, s $P_{c,j}$ az ütközés valószínűsége. Ekkor:

$$P_{s,j}^{(c)} = n^{(c)} \cdot \tau_j^{(c)} (1 - \tau_j^{(c)})^{n^{(c)}-1} \cdot \prod_{d \neq c} (1 - \tau_j^{(d)})^{n^{(d)}},$$

$$P_{id,j} = \prod_{d=1}^C (1 - \tau_j^{(d)})^{n^{(d)}},$$

$$P_{c,j} = 1 - P_{id,j} - \sum_{d=1}^C P_{s,j}^{(c)}.$$

Ha a c osztályban az adatcsomagok átlagos hossza $E[L^{(c)}]$, a sikeres küldések átlagos időtartama $T_s^{(c)}$, az ütközésekkel elfecsérelt idő átlagos hossza T_c , s a *slot time*-ot σ jelöli, akkor a hálózat áteresztő képessége a c osztályú adatokra nézve:

$$X^{(c)} = \frac{\sum_j \left(\sum_{i,k} p_{i,j,k}^{(c)} \right) P_{s,j}^{(c)} E[L^{(c)}]}{\sum_j \left(\sum_{i,k} p_{i,j,k}^{(c)} \right) \left(\sum_{d=1}^C P_{s,j}^{(c)} T_s^{(c)} + P_{c,j} T_c + P_{id,j} \sigma \right)}.$$

A teljes hálózat áteresztő képessége: $X = \sum_{c=1}^C X^{(c)}$.

Szimulációt követően [12] megállapítja, hogy a forgalmi osztályokra jutó áteresztő képességek aránya közel azonos az ablakméretek arányával, ha az AIFS idők egyenlők. A hálózat zsúfoltabbá válásával a különböző AIFS értékek egyre jobban elkülönítik az osztályokat.

3.3. A hálózat teljesítményének hangolása

Ebben a szakaszban megnézzük, hogyan tehetjük hatékonyabbá a vezeték nélküli hálózatot. Sorra veszünk néhány működést szabályozó paramétert, és megismerjük ezek teljesítményre gyakorolt hatását. A felhasznált irodalom [6].

Az infrastrukturális BSS hozzáférési pontja időnként kiküld egy olyan keretet, amiből az állomások tudomást szereznek a jelenlétéről, s így az általa igazgatott hálózatról. Ennek neve *beacon frame*. Ezt figyelve egy több BSS-ből álló ESS-ben az állomások kiválaszthatják a legerősebb jelet sugárzó hozzáférési pontot. Ha két *beacon frame* között rövid idő telik el, az állomások gyorsan alkalmazkodhatnak a változó hálózati környezethez, ami a mozgó felhasználók számára kiegyensúlyozottabb szolgáltatást eredményez. A keret kiküldése közben a vezeték nélküli közeg más közlés céljára nem használható. Ezért a hálózat hasznos áteresztő képességének a nagyobb *beacon* időköz kedvez.

A versengéses közeghozzáférés egyik működési módja az RTS/CTS. Ekkor az adatok előtt a forrás egy kérelmet küld, amire válaszul engedélyt vár el a nyelőtől. A válasz elmaradásából az esetleges ütközést az állomások hamar észlelik, így értékes idő takarítható meg. Az ütközés oka lehet például egy *rejtett terminál*. A szabvány szerint egy adott méretnél (RTS küszöb) nagyobb adatot RTS/CTS módban kell küldeni, míg az ennél kisebbeket alaplóműködésben. Ez a korlát alapértelmezésben 2347 bájt, ha kisebbre vesszük, kevesebb adat szenved ütközést, viszont a felesleges kérelmek az értékes közeget pazarolják.

A nagyméretű csomagokat az adatkapcsolati réteg feldarabolja, s töredékek formájában továbbítja, melyek után nyugtát vár el. Ha egy töredék ütközést szenved, akkor elég őt pótolni. A szabvány egy korlátot határoz meg, ami fölött az adatot darabolni kell. Ha ezt kisebbre vesszük, kevesebb adat vész oda, viszont a több nyugtázás több időt vesz el.

Az eszközök az elveszett kereteket néhányszor megpróbálják újraküldeni. A kísérletek számát külön érték határozza meg az RTS küszöbnél nagyobb illetve kisebb keretekre. Ezek neve *long retry limit* és *short retry limit*, alapértelmezett értékük rendre 4 és 7. Ha az állomás kevesebb alkalommal próbálkozik, kisebb pufferre van szüksége a még bizonytalan sorsú küldemények átmeneti tárolásához. Az adatkapcsolati réteg a veszteséget csak akkor jelenti a magasabb szintű protokollok felé, ha minden újraküldési kísérlete kudarcba fulladt. Ha többször próbálkozik maga a megoldással, a problémáról később értesülnek az olyan kifinomult szállítási protokollok, mint a TCP, s több adat vész oda a sikeres ellenintézkedésig.

Az állomások energiatakarékos módba kapcsolhatják magukat egy darabig, s megkérhetik a hozzáférési pontot, hogy a részükre érkezett küldeményeket akkor kézbesítse ki tömbösítve, amikor ébren vannak. Az alvási idő hossza (*listen interval*) a társítás során kerül meghatározásra minden állomáshoz külön-külön. Amellett, hogy a küldemények tárolása puffert igényel a hozzáférési ponton, egyes alkalmazások ilyenkor nem működnek megfelelően a nagy késések miatt.

4. fejezet

Az IEEE 802.16 szabvány

Az IEEE 802.16 vezeték nélküli városi hálózatokkal foglalkozó szabványok egy családja. E fejezetben megismerjük a szabvány néhány lényeges elemét, majd foglalkozunk a hálózat működésének mikéntjével. A felhasznált irodalom [11], [1], [3] és [9].

4.1. A szabvány elemei

Az IEEE 802.16 szabványok megalkotásának célja a vezeték nélküli városi hálózatok kiépítésének támogatása. Innen a szabvány hivatalos neve: *WirelessMAN*. Egy városi hálózathoz (MAN) tartozik például az Internet szolgáltatók és előfizetőik közötti összeköttetés végső szakasza az előfizető oldalán, az úgynevezett *utolsó mérföld* (*last mile*). E szakaszon manapság elterjedt megoldás a telefonos vagy kábeltelevíziós hálózatok használata. Egy vezeték nélküli MAN-nal megtakarítható a kábelezés költsége.

A szabvány e mű írásakor érvényes változata az IEEE 802.16-2004, ami magába foglalja a korábbi a, b és c jelű, de nem tartalmazza a kiadása után elfogadott e, f, g és k jelű módosításokat. A szabvány első változata 2001 decemberében lépett érvénybe, s egyetlen fizikai réteget kínált a 10 és 66 GHz közötti engedéllyel használható frekvenciasávban. Feltételezi, hogy az állomások működés közben nem változtatják helyüket. Megköveteli, hogy a forrást a nyelővel összekötő egyenes szakasz mentén semmilyen tárgy ne helyezkedjen el (*line of sight* terjedés). Ezt a megszorítást a 802.16a módosítás oldja fel egy új fizikai réteggel, ami a 2 és 11 GHz közötti sávban dolgozik. Így lehetővé válik az engedély nélküli üzemeltetés. A mozgó felhasználókat szolgálja az e jelű módosítás 2005-től.

Tekintsük most a hálózat szereplőit! Az *előfizetői állomás* olyan eszköz, amivel a felhasználó igénybe veheti a hálózat szolgáltatásait. A hálózat kitüntetett szereplője a *bázis állomás*, rajta keresztül kapcsolódnak az előfizetői állomások. Az összeköttetés lehet pont-pont vagy pont-multipont jellegű. Első esetben a bázis kizárólag egy előfizetőt szolgál ki, a másodikban többen is csatlakozhatnak hozzá. A 802.16a módosítás bevezeti a háló (*mesh*) topológiát, amiben egy előfizetői állomás is játszhat közvetítő szerepet.

4.2. Közeghozzáférés

Ahhoz, hogy egy új előfizetői állomás a hálózat szolgáltatásait igénybe vegye, meg kell egyeznie a bázis állomással számos paraméter értékéről. Ekkor a felek a 802 szabványokra jellemző MAC címmel hivatkoznak egymásra. Az egyeztetés után *kapcsolatot* kell kiépíteni a forrás és a nyelő állomás között. A kapcsolatot egyértelműen azonosítja a CID nevű 16 bites érték.

A szabvány a közeghozzáférést három alréteg összehangolt munkájával valósítja meg. Legfelül található a *konvergencia alréteg* (CS), ami kapu több más protokoll felé: IP, Ethernet vagy ATM adategységeket alakít 802.16 szabványú keretté vagy vissza. A következő alréteg bármely befogadott protokoll esetén ugyanúgy működik, ez a MAC *közös része* (CPS). Feladata a kapcsolatok kiépítése, fenntartása, hozzájuk sávszélesség lefoglalása, s a közeghozzáférés szabályozása. A legalsó *biztonsági alréteg* felelős a hitelesítésért és a titkosításért.

A szolgáltatás minőségének biztosítása a szabvány fontos eleme. A felmenő adatforgalmat négy osztályba sorolja, melyek csökkenő prioritás szerint a következők:

- *Unsolicited grant services*. Állandó bitrátát nyújt, használható például T1 vagy E1 összeköttetés helyett illetve hangátvitelhez.
- *Real-time polling services*. Változó bitrátát igénylő, késésre érzékeny alkalmazásokhoz ajánlott, mint például mozgókép vagy hang átvitele.
- *Nonreal-time polling services*. Változó bitrátát biztosít, s előfordulhatnak késések. Megfelel például FTP-zéshez.
- *Best-effort services*. Az előző szolgáltatások által fel nem használt kapacitásból táplálkozik. Elegendő például a Világháló böngészéséhez.

Minden kapcsolat besorolható valamely QoS osztályba, hogy melyikbe, az időközben változhat. Az egyes osztályok különféle paraméterekkel finomhangolhatóak.

4.2.1. A háló topológia

A háló topológia a 802.16 szabványú hálózat *ad-hoc* változata. Az állomások mindegyike egyenrangú, az adatok célba juttatásához nincs szükség egy kitüntetett szerepű bázisra. A szabvány szerint a közeg használata ütemezhető központi vagy elosztott módon. Az első esetben a kapcsolat kiépítése hosszú időt vesz igénybe, ami alkalmi közlésekhez nem megfelelő. A továbbiakban az elosztott ütemező működését tekintjük részletesebben, így alapozzuk meg ennek hatékonysági elemzését.

Az ütemező szempontjából az idő *keretek* sorozata. A 802.16 szabvány egy kereten belül rendre két részt különböztet meg: a vezérlő és az adat alkeretet. Utóbbiban kerülnek kézbesítésre az adatcsomagok, előbbiben pedig az átvitelt vezérlő üzenetek. Egy vezérlő alkeret 16 küldési lehetőséget tartalmaz. Az adat alkeret *minislotokból* áll, ami a közeg legkisebb foglalási egysége. Az állomások a vezérlő alkeret ideje alatt döntenek arról, hogy a következő keret adatrészében kik küldhetnek majd. A döntést egy elosztott választási algoritmussal hozzák két ugrás sugarú környezetüket figyelembe

véve. A környezet állomásait két paraméterrel jellemzik. Az egyik paraméter azt mutatja meg, hogy az állomás mennyi ideig kívánja birtokolni a közeget, a másik pedig, hogy mikortól. Miután adatot küldött, az állomás egy ideig nem férhet hozzá a közeghez, ezt nevezik *holdoffnak*. Az ezt követő első *minislotért* száll versenybe. Vesz saját és szomszédai adatait, ebből egy véletlenszerű függvénnyel értékeket számol, s ha az övé a legnagyobb mind között, akkor elnyeri a küldés jogát. Erről üzenetben tájékoztatja környezetét. Egyébként a következő elérhető *slotért* kell megküzdenie.

A háló topológiában a kapcsolatot *háromutas kézfogással* építik ki a közlésben résztvevő felek. A forrás kérelmet küld, amiben felsorolja az általa igényelt *slotokat*. A nyelő engedéllyel válaszol, amiben jelzi, hogy a felkínáltak közül mely *slotokban* tud adatot fogadni. A forrás az engedélyt megerősítéssel nyugtázza. Mivel a kézfogás üzenetszórással történik, a környező állomások is értesülnek a közeg foglaltságáról.

4.3. Fizikai réteg

A szabvány jelenlegi változata az e jelű módosítással kiegészítve több fizikai réteget kínál. E gazdagság folyamatos gyarapodás gyümölcse, s lehetővé teszi az előfizetői körülményekhez való jobb alkalmazkodást.

Az időrendben első fizikai réteg egy csatornához egy vivőhullámot használ (*single-carrier*) a 10 és 66 GHz közötti frekvenciasávban. Ezen háromféleképpen jelenítheti meg az információt a három lehetséges modulációs technikának megfelelően. A kétirányú összeköttetés megvalósítható két csatorna használatával vagy egyetlen csatornán időosztással. Az első eset kisebb késést eredményez, de költségesebb. A bázis állomás ugyanazon frekvencián sugároz az előfizetőknek, mindegyiknek a saját időszeletében (*time division multiplexing*, TDM). Az előfizetők felmenő irányban is időszeleteken osztóznak, ami alatt adatot küldhetnek a bázis részére (*time division multiple access*, TDMA). A közeg használatának jogát vagy kapják, vagy versengésben nyerik el. Ez a fizikai réteg megköveteli, hogy a forrás és a nyelő között semmilyen akadályozó tárgy ne álljon.

Az a jelű módosítással lehetővé válik a 2 és 11 GHz közötti frekvenciák használata. Az ilyen hullámok behatolnak az épületekbe, így nem kell a forrásnak s a nyelőnek látnia egymást. E sávban sok engedély nélkül üzemeltethető eszköz sugároz, ami növeli az interferenciát. Ezt enyhítendő az eszközök képesek a csatorna állapotától függően frekvenciát váltani. A kis energiatartalékokkal rendelkező állomásoknak gondot okoz széles frekvenciasávban nagy távolságra jelet küldeni. Ezért ez a módosítás több választási lehetőséget kínál föl a sáv szélesség tekintetében. Újdonság az ortogonális frekvenciaosztásos multiplexelés (OFDM): egy állomás jele több frekvenciasávban szétosztva kerül kisugárzásra párhuzamosan, hullámtanilag úgy, hogy a részsávok egymástól megkülönböztethetőek legyenek. Ezen kívül a bázis állomás a használt modulációs technikát a környezet állapotának megfelelően választja ki.

Az e jelű módosítás elfogadásáig a 802.16 hálózat állomásai nem mozdíthatók az optimális működés érdekében. A 802.16e nem kompatibilis a 802.16-2004 szabvánnyal, viszont támogatást nyújt a helyüket változtató előfizetők számára. Az általa bevezetett új fizikai réteg az *ortogonális frekvenciaosztásos többszörös hozzáférés* (OFDMA). Ez az OFDM kiterjesztése, egyszerre több forrás használhatja a közeget. Ehhez a rendelkez-

zésre álló frekvenciasávot részekre bontják, s a részeket csoportokba szervezik, melyek neve alcsatorna. Egy kapcsolat egy alcsatornát használhat, így egyszerre annyi közlés folyhat, ahány csoportba szerveztük a részsávokat. Az egy közléshez tartozó jel az OFDM szerint párhuzamosan használja az alcsatornához tartozó sávokat.

5. fejezet

Az IEEE 802.16 hálózatok hatékonysága

5.1. A háló topológia elosztott ütemezője

Ebben a szakaszban felépítjük a közeghozzáférés elosztott ütemezésének matematikai modelljét, amiből a háló topológia rendszerjellemzői meghatározhatóak. A felhasznált irodalom [3].

Legyen a hálózatban n állomás. Ezek két ugrás sugarú környezetüket figyelembe véve elosztott algoritmussal hangolják össze a közeg használatát. Jelölje a k -adik állomásról 2 ugrással elérhető szomszédok halmazát $\mathcal{N}_k$, s ennek számosságát $n_k \doteq |\mathcal{N}_k|$ ($1 \leq k \leq n$). Ha a k -adik állomás egy alkalommal $V_k \doteq 2^{x_k}$ slot ideig jogosult volt a közeg használatára, akkor ezután $H_k \doteq 2^{x_k+4}$ alkalommal kimarad a versenyből, az x_k neve *holdoff* kitevő. Jelölje S_k valószínűségi változó az elosztott választási algoritmusban elszenvedett vereségek számát a győzelem előtt. Így két egymást követő győzelem között $T_k \doteq H_k + S_k$ idő telik el. Meg fogjuk határozni S_k illetve T_k eloszlását és várható értékét.

Modellezzük a rendszert felújítási folyamattal! Jelölje a k -adik állomás átviteleinek számát a t -edik időpillanatig $Z_k(t)$. Ez egy számláló folyamat, aminek értéke T_k ideig nem változik. Legyen $S_k = s$ esetén a k -adik állomás szomszédságában a versengők várható száma $m_k(s)$, azaz minden résztvevő $p_k(s) = 1/m_k(s)$ valószínűséggel nyer, s így a győzelem előtt elszenvedett vereségek számának eloszlása:

$$P(S_k = s) = p_k(s) \prod_{i=1}^{s-1} (1 - p_k(i)), \quad s = 1, 2, \dots$$

Határozzuk meg a versengők várható számát! Tekintsük a rendszer egyensúlyi állapotát, s tegyük föl, hogy ekkor az egyes állomásokhoz tartozó folyamatok páronként függetlenek egymástól, illetve a T_k időközök azonos eloszlásúak és függetlenek. Az egyszerűség kedvéért tegyük föl, hogy minden állomásról egy ugrással elérhető bármely másik ($n_k = n$), mindenki ismeri a többiek ütemezési tervét és a *holdoff* kitevők egyenlőek. Ebből adódóan a T_k , H_k és S_k idők eloszlása minden állomás esetén azonos, a közös valószínűségi változókat jelölje rendre T , H , S . Ugyanezért álljon $p_k(s)$ helyett $p(s)$ és $m_k(s)$ helyett $m(s)$. A következő győzelemig hátralévő időtartamot jelölje e , s legyen

$\mu \doteq E[T]$. Bizonyítható, hogy e határeloszlása:

$$P(e \leq y) = \frac{1}{\mu} \sum_{i=1}^y P(T \geq i).$$

T eloszlásának meghatározását egyszerűsítendő [3] szimulációs eredmények alapján S -et geometriai eloszlásúnak tekinti, azaz $P(S = s) = p(1-p)^{s-1}$ és $E[S] = 1/p$, ahol $p = p(1) = p(2) = \dots$ a győzelem állandó valószínűsége. Így:

$$P(T \geq y) = \begin{cases} 1, & \text{ha } y \leq H, \\ (1-p)^{y-H-1}, & \text{ha } y > H. \end{cases}$$

Az előbbiekből következik, hogy:

$$P(e = y) = \begin{cases} 1/\mu, & \text{ha } y \leq H, \\ \frac{1}{\mu}(1-p)^{y-H-1}, & \text{ha } y > H. \end{cases}$$

A k -adik és j -edik állomás között $S_k = s$ mellett két esetben alakul ki verseny. Ha $S_k = s$, akkor a k -adik állomás előző győzelme óta $V + H + s$ idő telt el. Egyik lehetőség, hogy ezalatt a j -edik állomás e idő után elnyerte a közeget, V ideig használta azt, s már véget ért a H hosszú kényszerpihenője. Ennek valószínűsége: $P(e + V + H < V + H + s) = P(e < s)$. A másik eset az, hogy a k -adik állomás előző átvitele óta eltelt $H + s$ idő alatt a j -edik állomás e ideig küzdött sikertelenül a közegért, s most használni szeretné V időn át úgy, hogy $e \leq H + s < e + V$. Ennek valószínűsége: $P(e \leq H + s < e + V) = P(-H - s \leq -e < V - H - s) = P(H + s - V < e \leq H + s)$. Ezek összegeként adódik a versengés valószínűsége:

$$P(\text{verseny} \mid S = s) = P(e < s \mid S_k = s) + P(H + s - V < e \leq H + s \mid S_k = s) =$$

$$= \begin{cases} \frac{V}{\mu} + \frac{1 - (1-p)^s}{\mu p}, & \text{ha } s \leq V, \\ \frac{s}{\mu} + \frac{(1-p)^{s-V} - (1-p)^s}{\mu p}, & \text{ha } V < s \leq H, \\ \frac{H}{\mu} + \frac{1 - (1-p)^{s-H-1} + (1-p)^{s-V} - (1-p)^s}{\mu p}, & \text{ha } s > H. \end{cases}$$

Az $m(s)$ várható értéke $S = s$ mellett számítható úgy, hogy egy állomás $n-1$ szomszédja közül mindegyikkel $P(\text{verseny} \mid S = s)$ valószínűséggel versenyez:

$$E[m(s) \mid S = s] = 1 + (n-1) \cdot P(\text{verseny} \mid S = s).$$

Mivel a győzelem valószínűsége állandó, a versengők száma $m(s) = m = 1/p$. Az előbbiekből átalakítások után kapjuk, hogy:

$$\frac{1}{p} = m = 1 + (n-1) \left(\frac{V}{\mu} + \frac{1}{\mu p} - \frac{(1-p)^{V+1} - (1-p)^{H+2}}{\mu p(2-p)} \right).$$

A zárójelben lévő összeg utolsó tagja lényegében nem befolyásolja az eredményt, ezért elhagyható. Kihasználva, hogy $E[S] = 1/p$ és $\mu = H + E[S]$, a következő egyenlethez jutunk:

$$E[S] = 1 + (n-1) \frac{V + E[S]}{H + E[S]}.$$

Innen numerikus módszerekkel megkapható S várható értéke.

[3] ezek után tárgyalja azt az esetet, amikor a *holdoff* kitevők különbözőek. Levezetés nélkül közöljük a megoldandó egyenletet:

$$E[S_k] = 1 + \sum_{\substack{j=1, j \neq k \\ x_j \geq x_k}}^n \frac{V_j + E[S_k]}{H_j + E[S_j]} + \sum_{\substack{j=1, j \neq k \\ x_j < x_k}}^n 1, \quad k = 1, 2, \dots, n.$$

Oldjuk fel az egy ugrásos szomszédság követelményét, s vezessünk be ismeretlen ütemezésű állomásokat! Alkossák $\mathcal{N}_k^+$ halmazt azok a szomszédok, akiknek a k -adik állomás ismeri az ütemezési tervét, $\mathcal{N}_k^-$ -t azok, akiknek nem, s legyen $n_k^+ \doteq |\mathcal{N}_k^+|$ és $n_k^- \doteq |\mathcal{N}_k^-|$. Ha $\mathcal{N}_k^-$ elemeit mindig versenytársnak tekintjük, akkor S_k várható értékére igaz, hogy:

$$E[S_k] = 1 + n_k^- + \sum_{\substack{j=1, j \neq k \\ x_j \geq x_k}}^{n_k^+} \frac{V_j + E[S_k]}{H_j + E[S_j]} + \sum_{\substack{j=1, j \neq k \\ x_j < x_k}}^{n_k^+} 1, \quad k = 1, 2, \dots, n.$$

S_k várható értékéből meghatározható az elosztott ütemezés okozta késés. A hálózat áteresztő képességének számításához a szabvány nem tartalmaz minden szükséges adatot, egyes részletekben szabad kezdet ad a megvalósításoknak.

Összefoglalás

A vezeték nélküli hálózati technológiák közül kettő hatékonyságát vizsgáltuk meg részletesen: az IEEE 802.11 és az IEEE 802.16 szabványt. Megismertük a közeghozzáférés számunkra lényeges elemeit, majd erre alapozva felépítettük annak matematikai modelljét. Ennek segítségével meghatároztuk a rendszer olyan jellemzőit, mint a legnagyobb hasznos áteresztő képesség vagy a közeghozzáférés ütemezéséből eredő késés.

Meglepő eredmény, hogy az IEEE 802.11b hálózat hatékonyságát mennyire lerontja egyetlen alacsony bitrátán üzemelő állomás. A DCF Markov-lánccal való modellezésének tanulsága, hogy az RTS/CTS működési mód valóban időt takarít meg az alpműködéshez képest azzal, hogy már az adatnál rövidebb kérelem kiküldése után kiderül az ütközés ténye.

A felhasználók jogosan várják el a szolgáltatás jó minőségét. A QoS a 802.11 szabványba csak később került bele, a 802.16 hálózatoknak viszont már a kezdetektől fontos eleme. Megvizsgáltuk az EDCA közeghozzáférés hatékonyságát, hogy mennyire képes eltérő bánásmódban részesíteni az adatok különböző osztályait.

A vezeték nélküli hálózatokat a környezethez igazodva kell behangolni. A 802.11 szabvány számos változtatható paraméterét tekintettük a hatékonyságra gyakorolt hatásával együtt.

A feldolgozott témának igen gazdag szakirodalma van, törekedtem ebből a meghatározó, értékes műveket felhasználni. A diplomamunka elkészítése közben a vezeték nélküli hálózatok mellett a $\text{\TeX}$ kiadványszerkesztőt is alaposabban megismertem.

Irodalomjegyzék

- [1] AHSON, S. A. – ILYAS, M. (eds.). *WiMAX: Applications*. CRC Press, 2007.
- [2] BIANCHI, G. Performance Analysis of the IEEE 802.11 Distributed Coordination Function. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, Vol. 18, No. 3 (2000).
- [3] CAO, M. – MA, W. – ZHANG, Q. – WANG, X. – ZHU, W. Modelling and Performance Analysis of the Distributed Scheduler in IEEE 802.16 Mesh Mode. In *MobiHoc '05: Proceedings of the 6th ACM International Symposium on Mobile Ad Hoc Networking and Computing* (2005), ACM.
- [4] CHEUNG, S. – VAN DEN BERG, J. – BOUCHERIE, R. J. – LITJENS, R. – ROIJERS, F. An analytical packet/flow-level modelling approach for wireless LANs with Quality-of-Service support. In *Proceedings of the 19th International Teletraffic Congress* (2005).
- [5] CHUAH, M. C. – ZHANG, Q. *Design and Performance of 3G Wireless Networks and Wireless LANs*. Springer, 2006.
- [6] GAST, M. *802.11 Wireless Networks: The Definitive Guide*. O'Reilly Media, Inc., 2002.
- [7] GREIS, M. Tutorial for the UCB/LBNL/VINT Network Simulator “ns”. Helye: <http://www.isi.edu/nsnam/ns/tutorial/index.html>.
- [8] HEUSSE, M. – ROUSSEAU, F. – BERGER-SABBATEL, G. – DUDA, A. Performance anomaly of 802.11b. In *Proceedings of IEEE INFOCOM* (2003).
- [9] LABIOD, H. – AFIFI, H. – DE SANTIS, C. *Wi-Fi, Bluetooth, Zigbee and WiMax*. Springer, 2007.
- [10] WIKIPÉDIA. IEEE 802.11. Helye: http://en.wikipedia.org/wiki/IEEE_802.11.
- [11] WIKIPÉDIA. IEEE 802.16. Helye: http://en.wikipedia.org/wiki/IEEE_802.16.
- [12] ZHAO, J. – GUO, Z. – ZHANG, Q. – ZHU, W. Performance Study of MAC for Service Differentiation in IEEE 802.11. In *Proceedings of IEEE GLOBECOM* (2002).