

ÚJ ADAPTÍV ALGORITMUSOK VEZETÉKNÉLKÜLI AD-HOC ÉS SZENZOR HÁLÓZATOKBAN

Ph.D. disszertáció

Treplán Gergely

Témavezető:

Dr. Levendovszky János

MTA Dr.



Pázmány Péter Katolikus Egyetem
Információs Technológiai Kar
Multidiszciplináris Műszaki Tudományok Doktori Iskola

Budapest, 2011.

Kedvesemnek, családomnak, barátaimnak.

Köszönetnyilvánítás

Mindenekelőtt szeretném megköszönni témavezetőmnek, Dr. Levendovszky János professzor úrnak folyamatos segítségét, támogatását és figyelmes irányítását. Hálás vagyok továbbá Dr. Roska Tamás és Dr. Szolgay Péter professzor uraknak, a Doktori Iskola vezetőinek, akik mindvégig biztosították a munkámhoz szükséges feltételeket. Köszönetet mondok továbbá dr. Oláh Andrásnak és a WSN kutatócsoport minden tagjának az értékes beszélgetésekért és hasznos tanácsokért. Hálás vagyok Fekete Ádámnak, aki figyelemmel kísérte munkámat és segítette a valós rendszerek megértését, továbbá kritikával tekintett a matematikai modelljeim megalapozottságára. Külön köszönettel és hálával tartozom Eszternek, aki mindvégig mellettem állt és hitt bennem. Végül, de nem utolsósorban hálás vagyok családom és barátaim szeretetéért és folyamatos támogatásáért.

ÚJ ADAPTÍV ALGORITMUSOK VEZETÉKNÉLKÜLI AD-HOC ÉS SZENZOR HÁLÓZATOKBAN

Treplán Gergely

Absztrakt

Napjaink Quality of Service (QoS) hálózati alkalmazásai meghatározott end-to-end adatátviteli sebességet, illetve csomagkésleltetést követelnek meg. Rádiókommunikáció esetén a csatorna rossz minősége mellett nehéz garantálni ezeket a minőségi paramétereket. A szolgáltatást kiszolgáló vezeték nélküli rendszerek teljesítőképessége hagyományos erőforrások felhasználásával (nagyobb rádióspektrum vagy magasabb adóteljesítmény) nem növelhető a spektrumra és a teljesítményre vonatkozó kényszerek miatt. Ezért olyan új kommunikációs protokollokra van szükség, amelyek pusztán algoritmikus eszközökkel képesek kiterjeszteni a rendszer teljesítőképességét. A dolgozat ezen algoritmikus kérdésekkel foglalkozik a vezeték nélküli ad-hoc és szenzor hálózatok területén. A tézisekben olyan új hálózati protokollok kidolgozása, teljesítőképességüknek elméleti bizonyítása és szimulációs ellenőrzése szerepel, amelyeknek célja az energiafogyasztás minimalizálása, az élettartam maximalizálása és a bithiba-valószínűség csökkentése. Ezeket a célokat egyrészt új polinomiális komplexitású útvonal-keresési és ütemezési algoritmusokkal, másrészt új adaptív kiegyenlítővel értem el. Összefoglalva, a dolgozatnak az új algoritmusokkal sikerült a kommunikációs hálózatok teljesítőképességét növelni.

TARTALOMJEGYZÉK

Első Fejezet

Bevezetés	7
1.1. Előszó	7
1.1.1. Adaptív csatornaki egyenlítés	7
1.1.2. Útvonalválasztás vezeték nélküli szenzor hálózatokban	9
1.1.3. Energiaérzékeny közeg-hozzáférési protokollok	10
1.1.4. A disszertáció célkitűzése	11
1.2. A dolgozat által elért eredmények áttekintése	12
1.3. A disszertáció felépítése	12

Második Fejezet

Minimális bithiba-valószínűségeen alapuló csatornaki egyenlítési algoritmusok	13
2.1. Bevezetés, technológiai motiváció és nyitott kérdések	13
2.2. A kommunikációs modell	14
2.3. Eddig elért eredmények	16
2.3.1. Minimális csúcstorzítás alapú kiegyenlítés	16
2.3.2. Minimális négyzetes hibán alapuló kiegyenlítés	17
2.4. Új minimális bithiba arányon alapuló csatornaki egyenlítési módszerek	19
2.4.1. A bithiba statisztikai közelítése	19
2.4.2. Statisztikai becsléseken alapuló csatorna kiegyenlítése	22
2.4.3. Kooperatív csatornaki egyenlítés	23
2.4.4. Az új kiegyenlítő algoritmusok teljesítőképességének analízise	25
2.5. Összefoglalás	29

Harmadik Fejezet

Energiatudatos útvonal-kiválasztás vezeték nélküli szenzor hálózatokban	30
3.1. Bevezetés, technológiai motiváció és nyitott kérdések	30
3.2. Az útvonal-kiválasztás modellje és a probléma felvetése	32
3.3. Eddig elért eredmények – Standard protokollok	33
3.3.1. A LEACH protokoll	33
3.3.2. Energiatudatos multihop útvonal-kiválasztás – PEDAP protokoll	34
3.3.3. Megbízhatóságon alapuló összenergia-minimalizálás az OERA algoritmussal	35
3.4. Új megbízhatóságon alapuló útvonalkereső algoritmus a legkisebb megmaradó energia maximalizálására – BERA algoritmus	35
3.4.1. Optimális adóteljesítmény beállítása adott lánc esetén	37
3.4.2. Optimális útvonal-kiválasztás visszavezetése Bellman-Ford algoritmusra	38
3.4.3. Új algoritmus kooperatív csomagtovábbításra	40
3.4.4. Az új algoritmusok teljesítőképességének analízise	43
3.5. Összefoglalás	46

Negyedik Fejezet

Energiaérzékeny csatorna-hozzáférési protokollok ad-hoc hálózatok részére	47
4.1. Bevezetés, technológiai motiváció és nyitott kérdések	47
4.2. A csatorna-hozzáférés modellje és az új probléma megfogalmazása	48
4.3. Eddig elért eredmények	52
4.3.1. Versengés alapú csatorna hozzáférési-módszerek – B-MAC, S-MAC	52
4.3.2. Minimális ütemezési idő és energiafogyasztás alapú TDMA protokollok	52
4.4. Új minimális energiafogyasztáson alapuló TDMA ütemezés	53

4.4.1. Ütemezés, mint kvadratikus optimalizálás	54
4.4.2. Optimalizálás Hopfield hálózattal	57
4.4.3. Az új ütemezési algoritmus teljesítőképességének analízise.....	57
4.5. Új minimális energiafogyasztáson alapuló aszinkron csatorna- hozzáférés	59
4.5.1. Az aszinkron link protokoll energiafogyasztása.....	60
4.5.2. Minimális energiafogyasztáson alapuló aszinkron link beállítás	62
4.5.3. Egy lánc energiafogyasztása és késleltetése	63
4.5.4. Az új aszinkron protokoll teljesítőképességének analízise	64
4.6. Összefoglalás.....	67
<i>Ötödik Fejezet</i>	
Összefoglalás	68
5.1. Új tudományos eredmények.....	68
5.2. A tézisek összefoglalása.....	76
5.3. A tézisek alkalmazhatósága	77
<i>Hatodik Fejezet</i>	
Függelék	79
6.1. A disszertáció jelölésrendszere	79
6.1.1. A második fejezetben használt jelölések	79
6.1.2. A harmadik fejezetben használt jelölések	80
6.1.3. A negyedik fejezetben használt jelölések	80
6.2. A disszertációban kimondott új tételek bizonyításai	81
6.2.1. Tétel 2.1. bizonyítása.....	81
6.2.2. Tétel 2.2. bizonyítása.....	83
6.2.3. Tétel 2.3. bizonyítása.....	83
6.2.4. Tétel 3.1. bizonyítása.....	84
6.2.5. Tétel 3.2. bizonyítása.....	84
6.2.6. Tétel 4.1. bizonyítása.....	86
A szerző publikációi	88
Bibliográfia	89

*Első Fejezet***BEVEZETÉS****1.1. Előszó**

Napjainkban az információs technológiák fejlődésének köszönhetően számos vezeték nélküli kommunikációs technológia létezik, amely megfelel a flexibilitás és mobilitás igényeinek.

Azonban a rendelkezésre álló véges erőforrások (sávszélesség, adóteljesítmény) alapvető korlátozásokat jelentenek a rádiós hálózatokban elérhető adatátviteli sebességre, hálózati élettartamra, valamint a spektrális kihasználtságra vonatkozóan. Ezért a jelenlegi hálózati kutatások számára kihívást jelent a teljesítőképesség növelése, a fenti kényszerek betartása mellett. Ez a kérdés szinte minden fontosabb technológiát érint, a (1) mobiltelefoniat; (2) a mikrohullámú adatátvitelt; (3) WLAN-t; és az (4) ad-hoc és szenzor hálózatok technológiáját. A teljesítőképesség növelése az egyes alkalmazási területeken jelenleg egymástól függetlenül történik, azonban az alkalmazások konvergenciájából adódóan, ezeket egységesen kell megoldani. A disszertáció célja olyan új adaptív algoritmusok kidolgozása, melyek képesek a vezeték nélküli hálózati technológiák teljesítőképességét növelni a helyes detekció (kiegyenlítés), a közeghozzáférés, valamint az útvonalkeresés területein. Ezen algoritmusok segítségével lehetővé válik a megbízható és szélessávú vezeték nélküli adatgyűjtés és adattovábbítás, ami segíti a rádiós kommunikációs rendszerek alkalmazásainak elterjedését és javító hatással van az életminőségre.

A disszertáció a fenti általános célkitűzést a következő területeken végzett kutatásokkal valósítja meg:

1. Új adaptív algoritmusok a fadinggel terhelt csatorna kiegyenlítésére;
2. Energiatudatos útvonal-keresési protokollok vezeték nélküli szenzor hálózatok élettartamának növelésére;
3. Előírt késleltetést biztosító energiaérzékeny csatorna-hozzáférési protokollok ad-hoc és vezeték nélküli szenzor hálózatok részére.

A következő alfejezetekben áttekintjük a téziscsoportokhoz kapcsolódó technológiai hátteret, az ezekkel kapcsolatos problémákat/kihívásokat és a területen elért eddigi eredményeket.

1.1.1. Adaptív csatornakiegyenlítés*Technológiai motiváció*

A bithiba valószínűséget (Bit Error Rate - BER) a többutas terjedés miatt fellépő fading jelenségek, valamint az ennek következtében megjelenő szimbólumuk közti áthallás

(Inter Symbol Interference – ISI) nagymértékben növelhetik. A detektornál észlelt jelsorozat a zaj és ISI hatására torzul, ezért cél a fadinggel terhelt csatorna kiegyenlítése.

Eddig elért eredmények és nyitott kérdések

Az egyik tradicionális csatornaki egyenlítési módszer a csúcstorzítás (Peak Distortion – PD) minimalizálása volt [1,2]. Ezen stratégia adaptív változata, a Zero Forcing (ZF) algoritmus megszünteti a szimbólumok közti áthallás által keletkezett torzítást, azonban felerősíti a zajkomponenseket a jelben. Ezért a négyzetes hibakritérium szerinti kiegyenlítés adaptív változata, az LMS algoritmus terjedt el, Widrow nyomán [3]. Az adaptív módszerek konvergenciáját a sztochasztikus approximáció segítségével Kushner és Clark vizsgálta [4]. Ezen teljesítőképesség-indexek optimalizálásával különböző döntésvezérelt kiegyenlítők [5] kerültek bemutatásra. Azonban a digitális adatátvitel legfontosabb minőségi jellemzője a BER, ezért a PD és MSE metrikák minimalizálása helyett kézenfekvőbb megoldást ad a BER direkt minimalizálása. Shimbo analitikus formulát adott a hibavalószínűsége a csatorna impulzusválaszának függvényében [6]. 2000-ben Barry és Yeh egy AMBER (Adaptive Minimum Bit Error Rate) nevű adaptív kiegyenlítőt vezetett be, amelynek azonban lassú konvergenciasebessége [7].

A fent említett módszerek közös tulajdonsága, hogy a csatornainformációt ismertnek tekintik, azaz (i) az impulzusválasz függvény ismert vagy (ii) tanulóorozat alapján identifikálják az ismeretlen csatornát. Ilyen tanulóorozat felhasználásával működik a GSM adatkommunikáció is, ahol a hasznos adat közel 20%-át arra használja fel a detektor, hogy a csatornát modellezze. Léteznek „vak” (non-supervised) csatornaki egyenlítő is – amelyek nem használnak tanulóorozatot – azonban ezeknek többnyire nem bizonyított a konvergenciájuk. Vannak bizonyítható konvergenciájú eljárások is, amely módszereket Levendovszky és Kovács elemezte [8]. Az újgenerációs technológiáknál elterjedt kódosztásos többszörös hozzáférés esetén, egyszerre több felhasználó használja ugyanazon csatornát úgy, hogy jeleiket szórt spektrumú modulációval továbbítják. Ilyen többfelhasználós detektor tervezésénél nemcsak a szimbólumok közti áthallást, hanem a felhasználók közti áthallást (Multiple Access Interference – MAI) is csökkenteni kell. Erre a feladatra az ISI minimalizálásával foglalkozó módszerek kiterjeszthetők [9]. Kvadratikus optimalizálásra vezethető vissza az ISI és a MAI kompenzálása, amelynek egy ritkás kitöltésű mátrixszal való Hopfield hálózatos megoldását vezette le Oláh és Levendovszly [10]. Ugyanakkor a globális optimum elérése érdekében a zajos Hopfield hálózat Markov-láncon alapuló megoldását Jeney és Levendovszky adta [11].

Azonban a bithiba-valószínűség analitikus formája polinom időben nem kiszámolható, ezért a formulát statisztikai módszerekkel közelítette Kovács és Levendovszky, annak érdekében, hogy gyorsabb kiegyenlítő kerüljön implementálásra [12]. A fentiek alapján a BER kiszámítása exponenciális komplexitású, ezért polinom idejű approximációja elengedhetetlen követelmény valós idejű adaptív kommunikációs rendszerekben. További kérdés, hogy több vevő esetén (diversity) milyen kiegyenlítő beállítások mellett lehet elérni a legalacsonyabb BER-t [13].

Az első téziscsoport kontribúciója

Az első téziscsoport a bithiba-valószínűséget csökkentő adaptív algoritmusokkal foglalkozik. Így alacsony adóteljesítmény jelenlétében is előírt minőségű szolgáltatást lehet nyújtani szelektív fading esetén, ami megoldást ad a jelenlegi vezeték nélküli technológiák egyik szűk keresztmetszetére.

1.1.2. Útvonalválasztás vezeték nélküli szenzor hálózatokban

Technológiai motiváció

Ad-hoc és szenzor hálózatokban a nagytávolságú átvitel hatékony megoldása miatt fontos szemponttá vált a multihop kommunikáció, amelynek fő kihívása új routing algoritmusok tervezése. Erre két típusú routing terjedt el, a (1) periodikusan táblákat hirdető proaktív és a (2) a küldő által kezdeményezett reaktív megoldások [14]. Mind a két megoldás esetében hagyományos Bellman-Ford keresést alkalmaznak [15].

Eddig elért eredmények és nyitott kérdések

A vezeték nélküli ad-hoc és szenzor hálózatok routing protokolljainak tervezésénél a minimális energiafogyasztás mellett a másik legfontosabb szempont a terhelés egyenletes elosztása. A direkt diffúzió [16] (Directed Diffusion – DD) az egyik legelterjedtebb routing protokoll WSN számára, ahol az útvonalak Bellman-Ford algoritmussal választódnak ki. A protokoll egy olyan megoldást javasol, ahol a költségfüggvény az összes node által fogyasztott energia. Az alacsony energiájú adaptív klaszterező hierarchiájú protokoll [17] (Low Energy Adaptive Clustering Hierarchy – LEACH) egy 2000-ben bevezetett hierarchikus routing algoritmus, ahol a klaszterfejek az energiaállapotok függvényében adaptívan választódnak ki, így osztva el egyenletesebben a terhelést. A protokoll szignifikánsan növeli a hálózat élettartamát, azonban a klaszterfejek dinamikus újraválasztása miatt nem optimális [18]. A teljesítmény hatékony adatgyűjtő és aggregáló protokoll [19] (Power Efficient Data gathering and Aggregation Protocol – PEDAP) egy olyan legrövidebb utat kereső algoritmust használ, ahol a linkmetrikák súlyozva vannak a megmaradó energiákkal, így nyerve egyenletesebb energiaterhelést. A [20]-ban bemutatott energiahatékony adatgyűjtés (Power Efficient Gathering in Sensor Information Systems – PEGASIS) egy láncot definiál, melyben a hálózat összes node-ja adott sorrendiségben szerepel, ahol a lánc végpontjai már direkt módon a célállomásra küldik a csomagokat.

A csomagtovábbítás küldési energiája nem csökkenthető tetszőlegesen alacsony szintre, mert a bázisállomásra (BS) való eljutás valószínűségére előírt garanciát kell vállalnunk (megbízhatóság) [21]. Az egyik előírt megbízhatóságot garantáló protokoll a Levendovszky és Long által bemutatott OERA algoritmus [22], amely azonban a csomagküldéshez szükséges összenergiát optimalizálja. Ugyanakkor a multihop adattovábbításnál a célkitűzés a legkisebb energiájú node (bottleneck) adóteljesítményének minimalizálása, hiszen az egyik széles körben elterjedt definíció szerint [23,24] a leggyorsabban lemerülő node határozza meg a hálózat élettartamát.

Ezért olyan útvonal-keresési algoritmus tervezése a cél, ahol a node-ok előírt megbízhatóság mellett energiatudatosan egyenlítik ki a megmaradó energiát. További kérdés, hogy hasonló keretek között mennyit lehet javítani a több úton történő (multipath) csomagtovábbítással.

A második téziscsoport kontribúciója

A fentieknek megfelelően a második téziscsoport olyan útvonal-keresési algoritmusokat fogalmaz meg, amelyek előírt megbízhatóságú, de minimális energiájú útvonalakat garantálnak polinomiális komplexitásban (ahol a minimális energiával rendelkező node megmaradó energiáját maximalizáljuk). Fontos megvizsgálni a kooperatív esetet is, ahol a megbízhatóság növelése érdekében, a csomag több útvonalon terjed a BS felé.

1.1.3. Energiaérzékeny közeg-hozzáférési protokollok

Technológiai motiváció

Egy elosztott rendszerbe tervezett alacsony fogyasztású eszköz jelentős energiát fogyaszt csomagtovábbításnál, azonban nem elhanyagolható az energiafogyasztás akkor sem, ha a node csomagot fogad, vagy csak a csatornát figyeli. Ezért kulcsfontosságú kérdés az ilyen hálózatoknál, hogy a node-ok milyen módon férnek hozzá a rádiós csatornához. A csatorna-hozzáférési módszereknek (MAC) két nagy családja ismert: a versengés alapú véletlen és az ütemezés alapú (TDMA) csatorna-hozzáférés. A versengés alapú protokollok azonnal megpróbálják csomagjukat továbbjuttatni, ezért olyan szolgáltatások számára hasznosak, ahol a teljesítőképességet az áteresztőképesség és az end-to-end késleltetés jelenti. A TDMA alapú protokoll előnye az energiahatékonyság, mert minden node előre meghatározott módon csak saját időréseben ébred fel, elkerülve az olyan energiapazarló eseményeket, mint az áthallás, a felesleges hallgatás vagy az ütközés. TDMA protokoll tervezésénél nagy előnyt jelent továbbá, ha a determinisztikus forgalom és az adatbegyűjtő feszítőfa ismert.

Eddig elért eredmények és nyitott kérdések

Az energialimitált szenzor hálózatok számára kidolgozott szenzor MAC (S-MAC) [25] a node-ok időnkénti kikapcsolásával jelentősen csökkenti a hálózat energiafogyasztását a hagyományos módszerekhez képest. A Berkeley egyetem által kifejlesztett közeg-hozzáférési protokoll [26] (B-MAC) egy olyan alacsony fogyasztású ébredési stratégiát (Low Power Listening – LPL) használ, ahol az ébredés gyakorisága az energiafogyasztás minimalizálásával határozódik meg. Az X-MAC [27] protokoll a B-MAC továbbfejlesztett módszere, amely csökkenti az áthallás következtében született energiafogyasztást az adatátvitel előtti rövidebb csomag (Request To Send – RTS) küldésével.

Ugyanakkor – a másik típusú – hagyományos TDMA protokoll legfőbb előnye az energiahatékonyság, hiszen minden állomás csak akkor kerül aktív állapotba, amikor csomagot kell küldenie vagy vennie [28-30]. Ez jelentősen csökkenti az

energiafogyasztást – az ütközések, az áthallás és a csatornáért való versengés elkerülése miatt – azonban a késleltetés és az áteresztőképesség is csökken, mert olyan esetekben is biztosít slotot az egyes állomásokhoz, amikor ott nincs forgalom. A hagyományos TDMA protokollok késleltetése csökkenthető időrészkiosztó (slot assignment) algoritmusokkal, amelyek a frame hosszát minimalizálják forgalomtól függetlenül [31]. A TreeMAC [32] egy szenzor hálózatra tervezett TDMA alapú MAC protokoll, amely a frame és slot kiosztásnál figyelembe veszi az egyes node-ok sávszélesség követelményét. magas áteresztőképességet garantálva ezáltal a hálózat számára.

A kis és alacsony fogyasztású eszközökből álló hálózatok esetén kulcsfontosságú kérdés, kompromisszumot kössünk az áteresztőképesség, a késleltetés és az energiafogyasztás között, melyre megoldást a több rétegű (cross-layer) protokolltervezés adhat. Goldsmith [33], Ephremides [34] és Jurdak [35] a hálózati réteget (routing), az adatkapcsolati réteget (MAC) és a fizikai réteget (adóteljesítmény) közösen optimalizálják.

A harmadik téziscsoport kontribúciója

A fentiek alapján a harmadik téziscsoport olyan forgalom- és topológiatudatos közeg-hozzáférési protokollok kifejlesztésével foglalkozik, amely jó kompromisszumot ad a késleltetés és az energiafogyasztás között. Ezzel megnyílik az út a nagy adatsebesség igényű ad-hoc és szenzor hálózatok energiahatékony tervezésére.

1.1.4. A disszertáció célkitűzése

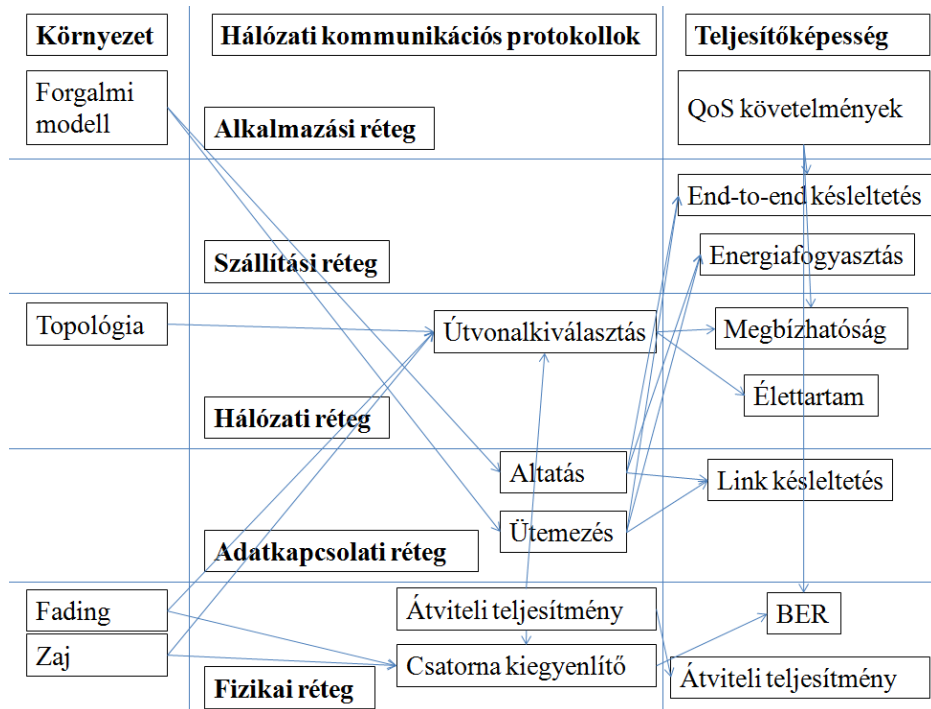
Összefoglalván az előzőeket, disszertációm általános célkitűzése, hogy algoritmikus eszközökkel növeljem a vezeték nélküli kommunikáció teljesítőképességét a fentebb vázolt határok mellett. Ezen cél elérését a tézisek a következő táblázat alapján valósítják meg.

1.1. TÁBLÁZAT. A TÉZISBEN BEMUTATOTT KUTATÁSI EREDMÉNYEK BEÉPÜLÉSE A VEZETÉKNÉLKÜLI TECHNOLÓGIÁKBA ÉS ALKALMAZÁSOKBA.

Kutatási terület	Technológiai beépülés	Az eredmények hasznosítási területe
adaptív kiegyenlítési algoritmusok fading-es rádiócsatorna esetén	fizikai réteg: kiegyenlítés	mobiltelefonía, mikrohullámú adatátvitel
optimális útvonalkeresés gráfokon	hálózati réteg: útvonalkeresés	ad-hoc és szenzor hálózatok
forgalomtudatos ébredési és ütemezési algoritmusok	közeg- hozzáférési réteg: ütemezés	helyi hálózatok, ad-hoc és szenzor hálózatok

1.2. A dolgozat által elért eredmények áttekintése

A disszertáció a hálózati kommunikációs protokollok fejlesztéséhez járul hozzá új adaptív algoritmusok segítségével. Az új módszerek felhasználásával lehetőség nyílik olyan protokollok implementálására, ahol a szabad paraméterek adaptívan alkalmazkodnak a környezeti adottságokhoz és az alkalmazás speciális követelményeihez. Ugyanakkor ezen paraméterek megválasztásánál az elsődleges célom az energiafogyasztás minimalizálása volt. A környezet, a protokollok szabad paraméterei és a teljesítőképesség-indexek közötti logikai összefüggést az 1.1. ábra foglalja össze.



1.1. ábra. A disszertációban bemutatott protokollok és algoritmusok hatásának logikai hálózata.

1.3. A disszertáció felépítése

A disszertáció második fejezete az ISI és a zaj megszüntetését tárgyalja csatornakiegyenlítés segítségével, ahol a BER minimalizálásával jelentősen csökkenthető az adóteljesítmény. A harmadik fejezet az útvonalkeresés témakörét mutatja meg, ahol az új routing protokoll segítségével maximalizálható a hálózat élettartama adott end-to-end csomagvesztési valószínűség mellett. A negyedik fejezet szinkron és aszinkron csatorna-hozzáférési protokollok optimalizálásával foglalkozik, ahol az új algoritmusok lehetőséget nyújtanak minimális energiájú adatgyűjtés meghatározására adott end-to-end késleltetés esetén. Az ötödik fejezet foglalja össze az új tudományos eredményeket és mutatja be az alkalmazások sokszínűségét. A hatodik fejezetben található a disszertáció jelölésrendszere és a kimondott új tételek bizonyításai.

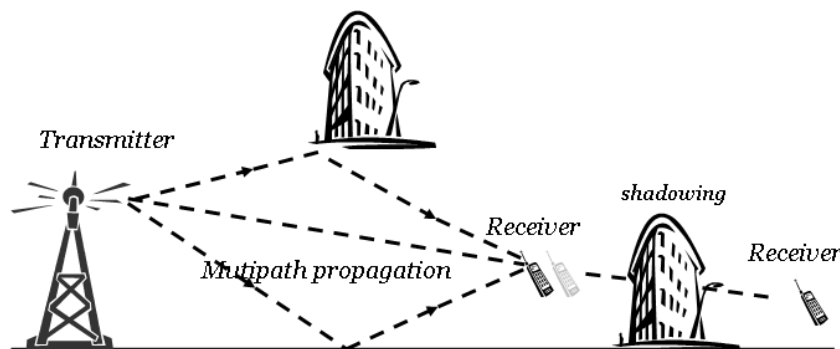
Második Fejezet

MINIMÁLIS BITHIBA-VALÓSZÍNŰSÉGEN ALAPULÓ CSATORNAKIEGYENLÍTÉSI ALGORITMUSOK

A második fejezet bemutatja az új adaptív csatornaki egyenlítési algoritmusokat, amelyek az ISI és a zaj csökkentésével képesek a BER további csökkentésére. Az új eredmények tárgyalását a probléma ismertetése, a kommunikációs modell részletezése és az eddigi eredmények bemutatása előzi meg.

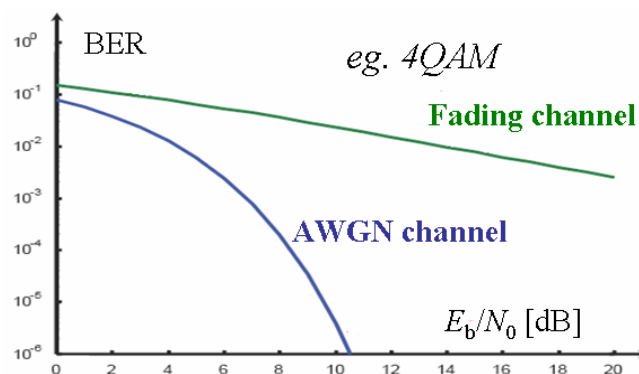
2.1. Bevezetés, technológiai motiváció és nyitott kérdések

Nagy adatátviteli sebességet biztosító vezeték nélküli csatornák esetén a kommunikáció minőségét a többutas terjedés miatt megjelenő szelektív fading befolyásolja a legjobban [36]. A többutas terjedés hatását az alábbi 2.1. ábra mutatja.



2.1. ábra. A többutas terjedés szemléltetése.

A szelektív fading olyan esetekben okoz nagy torzítást a jelben, amikor a különböző utak késleltetésének nagysága összemérhető a szimbólumidővel [13].



2.2. ábra. Digitális kommunikáció teljesítménye szelektív fadinggel terhelt és nem terhelt esetben.

Ezért hatékony csatornaki egyenlítő módszerekre van szükség, amelyek megszüntetik (vagy legalább csökkentik) a szelektív fading miatt fellépő úgynevezett szimbólumközi áthallást (InterSymbol Interference – ISI) [37]. Valós idejű vezeték nélküli

kommunikációnál különösen fontos a gyors csatornakiegyenlítő algoritmus, ezért a dolgozat a lineáris kiegyenlítőkre összpontosít. A cél olyan új, alacsony komplexitású algoritmusok kidolgozása, amelyek közvetlenül a bithiba valószínűséget (Bit Error Rate – BER) minimalizálják a négyzetes hiba vagy a csúcstorzítás helyett. Azonban a BER kiszámítása exponenciális komplexitású, ezért a disszertáció téziseiben a BER-t jól közelítő új statisztikai módszereket mutatok be, amelyek segítségével gyors és hatékony kiegyenlítés valósítható meg.

2.2. A kommunikációs modell

A forrásmodell

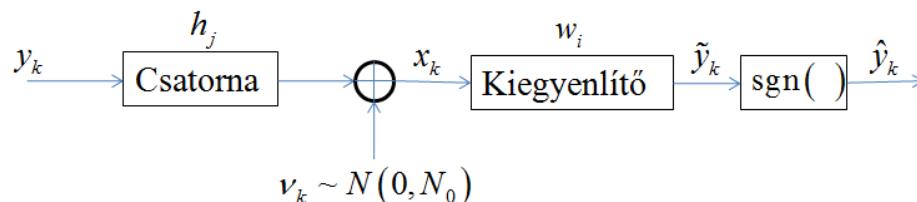
A forrás adatátviteli sebessége $R = S/T$ bps. A forrás- és csatornakódolás után tételezzük fel, hogy a forrás azonos eloszlású Bernoulli valószínűségi változókat bocsát ki. Ezért egy m hosszúságú bináris kibocsátott sorozat valószínűsége 2^{-m} .

A vevő modellje

A vevőnél az additív Gauss zaj mellett, többutas fading esetén szimbólumuk közti áthallás (ISI) jelentkezik. Ezt a jelenséget úgy modellezzük, hogy a csatornát egy lineáris szűrőnek tekintjük [38], amely egyértelműen reprezentálható a csatorna impulzusválaszának függvényével. A szelektív fading miatt megjelenő ISI megszüntetésére megoldás lehet a szimbólum idő T kellően nagyra választása ($T \gg \sigma_{T_m}$, ahol σ_{T_m} többutas terjedés miatt megjelenő csoportkésleltetés szórása), azonban ez szigorú megkötésekkel jár az R adatátviteli sebességre, hiszen a sebesség fordítottan arányos a szimbólumidővel $R \sim 1/T$ [23]. Ezért nagy adatsebesség megvalósításánál különösen fontos a detektor alapos megtervezése, amelynek a csatornakiegyenlítő elengedhetetlen részét képezi. A következő fejezetben bemutatom a csatornakiegyenlítés diszkrét modelljét és formalizálom a problémát.

A kommunikációs rendszer modellje

A fentiek alapján a következő ábra mutatja a dolgozatban használt digitális kommunikáció blokkdiagramját [39].



2.3. ábra. A digitális kommunikációs rendszer modellje lineáris kiegyenlítő használata esetén.

A modellben szereplő jelölések a következők:

- A k -ik időrésben elküldött bitet y_k jelöli, amely független homogén Bernoulli eloszlású valószínűségi változó, azaz $P(y_k = +1) = P(y_k = -1) = 0.5$.

- A csatorna diszkrét impulzusválasza h_n , $n=0, \dots, L$, ahol L a lineáris torzítás tartója. (L a leghosszabb úton terjedő hullám késleltetésével áll arányban.)
- A k -ik időpillanatban a mintavett zaj értékét a $v_k \sim N(0, N_0)$ valószínűségi változó jelöli.
- A vett jel kiegyenlített esetben

$$x_k = \sum_{l=0}^L h_{k-l} y_l + v_k. \quad (2.1)$$

- A kiegyenlítést egy lineáris FIR szűrő végzi el w_j , $j=0, \dots, J$ együtthatókkal, amelynek kimenetét \tilde{y}_k jelöli (2.4. ábra). A fentiek alapján:

$$\tilde{y}_k = \sum_{j=0}^J w_j x_{k-j} = \sum_{j=0}^J w_j \left(\sum_{l=0}^L h_{k-j-l} y_l + v_{k-j} \right). \quad (2.2)$$

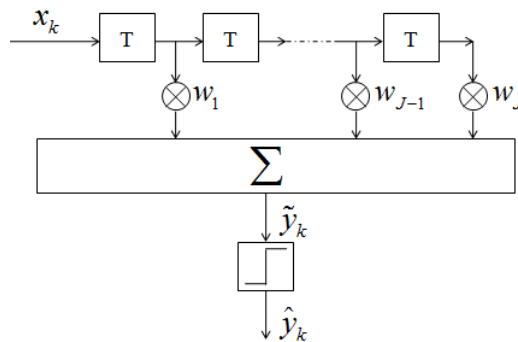
- A detekciónál egy $\text{sgn}(\)$ nemlinearitás dönt \hat{y}_k szimbólumra, azaz

$$\hat{y}_k = \text{sgn} \left(\sum_{j=0}^J w_j x_{k-j} \right). \quad (2.3)$$

- A csatorna kumulált impulzusválaszát q_n sorozat jelöli, ami kiszámolható a csatorna és a kiegyenlítő szűrő impulzusválaszának konvolúciójaként, azaz:

$$q_n = \sum_{l=0}^L h_l w_{n-l}, \quad n=0, \dots, N, \quad (2.4)$$

ahol $N = L + J$ a kumulált csatorna impulzusválasz tartója.



2.4. ábra. A kiegyenlítő FIR szűrő blokkdiagramja.

Jelen dolgozatban a csatornát ismertnek tételezem fel, és a különböző metrikákban optimális kiegyenlítőket a h_n , $n=0, \dots, L$ csatorna függvényében adom meg. Számos valós idejű csatornaidentifikáló algoritmus létezik [40-42], amelyek egy

$$\{(y_k, x_k), k=1, \dots, K\}, \quad (2.5)$$

tanulósorozat segítségével nyerik ki az ismeretlen információt, ahol $\{y_k, k=1, \dots, K\}$ egy olyan átküldött bináris sorozat, amelyet a vételi oldal is ismer és $\{x_k, k=1, \dots, K\}$ pedig az ehhez a sorozathoz tartozó vételi sorozat.

Az ismeretlen csatorna azon FIR szűrő segítségével azonosítható, ahol a (2.5) sorozatot felhasználva a szűrőegyütthetők a következő módon állítjuk be:

$$g_j(k+1) = g_j(k) - \Delta \left(x_k - \sum_{i=0}^L g_i y_{k-i} \right) y_{k-j}. \quad (2.6)$$

Ezen algoritmus minimalizálja az ismeretlen $h_n, n=0, \dots, L$ csatorna impulzusválasz függvény és a $g_n, n=0, \dots, L$ FIR szűrő közti átlagos négyzetes hibát. Ezért a $g_n, n=0, \dots, L$ FIR szűrőparaméterei valós időben az igazi csatorna impulzusválaszhoz konvergálnak abban az esetben, ha a FIR szűrőparamétereink száma nagyobb, mint a valódi csatorna tartója. A (2.6)-ban bemutatott csatornaazonosítás módszere valós időben identifikálja a $h_n, n=0, \dots, L$ ismeretlen csatornát (további információért a csatorna identifikáció témakörében lásd [38]).

Ezen téziscsoport új eredménye a kiegyenlítő együtthetők optimális beállítására vonatkozó algoritmus, amely képes a bithiba-valószínűség minimalizálására, azaz $\mathbf{w}^{\text{opt}} : \min_{\mathbf{w}} P_b(\mathbf{w})$.

A tradicionális módszerek esetén a kiegyenlítő együtthetőinek optimalizálását eddig tipikusan minimális csúcstorzítás vagy négyzetes hiba alapján vizsgálták [2,3]. Az algoritmikus kihívást a PD-nél és MSE-nél jóval bonyolultabb – a szolgáltatás minőségét meghatározó – BER minimalizálása jelenti.

2.3. Eddig elért eredmények

Ebben a fejezetben az eddig elért legfontosabb eredményeket mutatom be a fent vázolt modell keretében.

2.3.1. Minimális csúcstorzítás alapú kiegyenlítés

A ZF [2] kiegyenlítő célja az ISI hatásának minimalizálása. A (2.2) kifejtésével

$$\tilde{y}_k = \sum_{j=0}^J w_j \left(\sum_{l=0}^L h_{k-j-l} y_l + v_{k-j} \right) = \sum_{n=0}^N q_n y_{k-n} + \eta_k, \quad (2.7)$$

ahol $\eta_k = \sum_{j=0}^J w_j v_{k-j}$ a feltranszformált zaj. Ezen formula tovább bontható

$$\tilde{y}_k = q_0 y_k + \sum_{n=1}^N q_n y_{k-n} + \eta_k, \quad (2.8)$$

kifejezésre, ahol az ISI egyenlő $\sum_{n=1}^N q_n y_{k-n}$ taggal. ZF esetén a cél a $q_0 = 1$ feltétel mellett, a $PD(\mathbf{w}) = \sum_{n=1}^N |q_n|$ csúcstorzítás minimalizálása, azaz

$$\mathbf{w}^{\text{ZF}} = \arg \min_{\mathbf{w}} PD(\mathbf{w}). \quad (2.9)$$

Belátható, hogy ezen optimalizálási feladat a

$$\mathbf{w}^{\text{ZF}} : \left\{ \sum_{l=0}^L h_l w_{j-l} = \delta_{j,0}, j=0, \dots, J \right\}. \quad (2.10)$$

egyenletrendszer megoldására vezethető vissza, amelynek már egyértelmű megoldása létezik. Vektor és mátrix jelölést használva a feladat a $\mathbf{H}\mathbf{w}^{\text{ZF}} = \boldsymbol{\delta}$ megoldása, ahol

$$\mathbf{H} = \begin{pmatrix} h_0 & h_1 & \cdots & h_J \\ 0 & h_0 & \cdots & h_{J-1} \\ \vdots & & \ddots & \vdots \\ 0 & \cdots & \cdots & h_0 \end{pmatrix}, \quad \boldsymbol{\delta} = \begin{pmatrix} 1 \\ 0 \\ \vdots \\ 0 \end{pmatrix}. \quad (2.11)$$

Azonban nagy zaj esetén a feltranszformálódott zaj energiája kezelhetetlenné válik, mert

$$\frac{N_0}{\lambda_{\max}} \leq E[\eta_k^2] \leq \frac{N_0}{\lambda_{\min}}, \quad (2.12)$$

ahol λ_{\min} és λ_{\max} a legkisebb és legnagyobb sajátértéke a (2.11) formulában definiált \mathbf{H} mátrixnak. Nagy jel-zaj viszony esetén a ZF módszer hatékony megoldás lehet, azonban a kis jel-zaj viszony és a szerencsétlen impulzusválasszal rendelkező csatornák esetén (λ_{\min} kicsi) a kiegyenlítő rossz eredményt adhat a felerősített zajkomponens miatt.

2.3.2. Minimális négyzetes hibán alapuló kiegyenlítés

Az MMSE [3] kiegyenlítése egy általánosítása a ZF kiegyenlítésnek. MMSE kiegyenlítő már kisebb jel-zaj viszonyban is jól működik, nagy jel-zaj viszonyban pedig a ZF kiegyenlítést valósítja meg. Az MMSE kiegyenlítő célja az

$$MSE(\mathbf{w}) = E \left[\left(y_k - \sum_{j=0}^J w_j x_{k-j} \right)^2 \right] \quad \text{négyzetes hiba minimalizálása, azaz}$$

$\mathbf{w}^{\text{MMSE}} = \arg \min_{\mathbf{w}} MSE(\mathbf{w})$, amely a következő egyenletrendszerhez vezet:

$$\mathbf{R}\mathbf{w}^{\text{MMSE}} = \mathbf{r}, \quad (2.13)$$

ahol $\mathbf{r} = [r(j)]_{j=0, \dots, J}$, $\mathbf{R} = [R(i-j)]_{i, j=0, \dots, J}$ az $r(j) = E[y_k x_{k-j}]$ és $R(i-j) = E[x_{k-j} x_{k-i}]$ mellett. Ebben az esetben a zaj energiájára a következő becsléseket tudjuk adni:

$$\frac{N_0}{\lambda_{\max}^2 + N_0} \leq E[\eta_k^2] \leq \frac{N_0}{\lambda_{\min}^2 + N_0}. \quad (2.14)$$

A fentiek alapján látható hogy $E[\eta_k^2]$ zajenergia korlátos a nevezőben lévő N_0 miatt.

A hagyományos ZF és MMSE kiegyenlítők teljesítőképessége csak bizonyos esetekben megfelelő, hiszen nem a BER-t, hanem – az algoritmikus egyszerűség miatt – egy módosított teljesítőképesség-indexet optimalizálunk, ami csak szuboptimális megoldást ad. Ezért a hatékony kiegyenlítés a BER minimalizálására vonatkozó algoritmusok kifejlesztését jelenti. Jelölje $P_b(\mathbf{w})$ a bithiba valószínűséget a szűrő együtthatók függvényében. A fentiek alapján a cél

$$\mathbf{w}^{\text{opt}} = \arg \min_{\mathbf{w}} P_b(\mathbf{w}) \quad (2.15)$$

meghatározása. A bithiba valószínűség BPSK moduláció [43] esetén felírható, mint

$$\begin{aligned} P_b(\mathbf{w}) &= P(\hat{y}_k \neq y_k) = \frac{1}{2} P(\hat{y}_k = +1 | y_k = -1) + \frac{1}{2} P(\hat{y}_k = -1 | y_k = +1) = \\ &= \frac{1}{2} P(\tilde{y}_k > 0 | y_k = -1) + \frac{1}{2} P(\tilde{y}_k < 0 | y_k = +1) = \\ &= \frac{1}{2} \left[P\left(-q_0 + \sum_{n=1}^N q_n y_{k-n} + \eta_k > 0\right) + P\left(q_0 + \sum_{n=1}^N q_n y_{k-n} + \eta_k < 0\right) \right]. \end{aligned} \quad (2.16)$$

A teljes valószínűség tételének felhasználásával ez felírható, mint

$$P_b(\mathbf{w}) = \frac{1}{2^N} \sum_{\mathbf{z} \in \{\pm 1\}^N} \left[P\left(\eta_k > q_0 - \sum_{n=1}^N q_n z_{k-n}\right) + P\left(\eta_k < -q_0 - \sum_{n=1}^N q_n z_{k-n}\right) \right]. \quad (2.17)$$

Mivel feltranszformálódott zaj szórása $\sigma_\eta = \sqrt{N_0 \|\mathbf{w}\|^2}$, ezért belátható, hogy

$$P_b(\mathbf{w}) = \frac{1}{2^{N-1}} \sum_{\mathbf{z} \in \{\pm 1\}^N} \Phi \left(\frac{-q_0 + \sum_{n=1}^N q_n z_{k-n}}{\sqrt{N_0 \|\mathbf{w}\|^2}} \right). \quad (2.18)$$

Sajnos a fenti formulában szereplő exponenciális tagú összegzés miatt az optimalizálás valós időben kivitelezhetetlen. Ezért kihívás, hogy hogyan lehet ezt a formulát polinomiális komplexitásban közelíteni.

2.4. Új minimális bithiba arányon alapuló csatornaki egyenlítési módszerek

A fejezetben az adaptív csatornaki egyenlítés témaköréhez tartozó új eredmények kerülnek bemutatásra. Az új módszerek bevezetését az motiválja, hogy bár a (2.15) szerinti minimalizálás az elméleti legjobb lineáris szűrőt adja, ez a feladat valós időben nem elvégezhető.

2.4.1. A bithiba statisztikai közelítése

A (2.18) kiértékelése valós időben nem kiértékelhető, ugyanakkor a bithiba-valószínűség egzakt ismeretében lehetőség nyílik (2.18) statisztikai közelítésére. Ebben a fejezetben a bithiba-valószínűség statisztikai becsléseit vizsgálom meg, ahol a fontosság alapú mintavételezés [44], a centrális határeloszlás tétele [45] és a Chernoff egyenlőtlenség [46] ismereteit használtam fel.

Fontosság alapú mintavételezés

A BER alulról becsülhető $P_b^{\text{IS}}(\mathbf{w})$ értékkel a következő módon

$$P_b^{\text{IS}}(\mathbf{w}) = \frac{1}{2^{N-1}} \sum_{\mathbf{z} \in Y} \Phi \left(\frac{-q_0 + \sum_{n=1}^N q_n z_{k-n}}{\sigma_\eta} \right) \leq \frac{1}{2^{N-1}} \sum_{\mathbf{z} \in \{-1,1\}^N} \Phi \left(\frac{-q_0 + \sum_{n=1}^N q_n z_{k-n}}{\sigma_\eta} \right), \quad (2.19)$$

ahol $Y = \{\mathbf{z}^{(1)}, \mathbf{z}^{(2)}, \dots, \mathbf{z}^{(K)}\}$ azon N dimenziós bináris vektorok egy K elemű gyűjteménye, amelyre igaz, hogy

$$\sum_{n=1}^N q_n z_{k-n}^{(1)} \geq \sum_{n=1}^N q_n z_{k-n}^{(2)} \geq \dots \geq \sum_{n=1}^N q_n z_{k-n}^{(K)}. \quad (2.20)$$

Így teljesül a fontosság alapú mintavételezés lényege, amely mellett úgy számoljuk ki a

keresett valószínűséget, hogy csak azon \mathbf{z} elemi eseményekre való $\Phi \left(\frac{-q_0 + \sum_{n=1}^N q_n z_{k-n}}{\sigma_\eta} \right)$

komponenst értékeljük ki, amelyek dominálnak a (2.18) egzakt képletben. A K elemszám meghatározása hatással van a becslés pontosságára és a komplexitásra, azaz nagy K választás esetén a becslés pontos lesz, ugyanakkor a kiértékelés komplexitása növekedni fog, amely a kiegyenlítő algoritmus lassulásához vezet.

A „legkártékonyabb” $\mathbf{z}^{(1)}$ szekvencia a $\mathbf{z}^{(1)} = (\text{sgn}(q_N), \text{sgn}(q_{N-1}), \dots, \text{sgn}(q_1))$, hiszen

$\sum_{n=1}^N q_n z_{k-n}^{(1)} = \sum_{n=1}^N |q_n| = PD(\mathbf{q})$ maximális, azaz a legdominánsabb tag (2.18)-ban. A második

legdominánsabb minta $\mathbf{z}^{(2)}$ kiszámítható $\mathbf{z}^{(1)}$ -ből, olyan módon, hogy $\mathbf{z}^{(2)}$ i_1

komponensének előjelét megváltoztatjuk, ahol $i_1 = \arg \min_j |q_j|$, $j \neq 1$. A domináns elemeket kiválasztó algoritmus megfogalmazásához vezessük be a következő jelölést:

$$i_k = \arg \min_j |q_j|, j \neq 0, i_1, i_2, \dots, i_{k-1}. \quad (2.21)$$

A következő algoritmus kiválasztja $Y = \{\mathbf{z}^{(1)}, \mathbf{z}^{(2)}, \dots, \mathbf{z}^{(K)}\}$ domináns szekvenciát és megadja a fontosság alapú mintavételezéssel kiszámított valószínűséget:

1. $\mathbf{z}^{(1)} = (\text{sgn}(q_N), \text{sgn}(q_{N-1}), \dots, \text{sgn}(q_1))$; $C_1 = \{ \}$;
2. $\mathbf{z}^{(2)} = \mathbf{z}^{(1)}$ és $z_{i_1}^{(2)} = -z_{i_1}^{(1)}$, ahol i_1 a (2.27) szerint számolható; $C_2 = \{i_1\}$;
3. $\mathbf{z}^{(3)} = \mathbf{z}^{(1)}$ és $z_{i_2}^{(3)} = -z_{i_2}^{(1)}$, ahol i_2 a (2.27) szerint számolható; $C_3 = \{i_2\}$;
4. FOR $k=4$ TO K legyen $C_k = \{j_1, \dots, j_p\}$, amire $|q_{j_1}| + \dots + |q_{j_p}|$ minimális, de $C_k \neq C_1, \dots, C_{k-1}$ és $1 \leq p \leq N$;
5. A K fontosság alapú mintavételezés által becsült valószínűség legyen

$$P_b^{\text{IS}}(\mathbf{w}) = \frac{1}{2^{N-1}} \sum_{\mathbf{z} \in Y_K} \Phi \left(\frac{-q_0 + \sum_{n=1}^N q_n z_{k-n}}{\sigma_\eta} \right), \quad (2.22)$$

ahol $Y_K = \{\mathbf{z}^{(1)}, \mathbf{z}^{(2)}, \dots, \mathbf{z}^{(K)}\}$ a legfontosabb minták gyűjteménye.

Az algoritmus komplexitása 2^K , azonban a numerikus eredményekből kiderül, hogy $K \ll N$ esetén is jó becslést ad a hibavalószínűsége.

A bithiba-valószínűség becslése Chernoff egyenlőtlenséggel

A Chernoff egyenlőtlenség [46] éles felső becslést adhat kicsi valószínűségekre, amely általános esetben a következőképpen írható fel:

$$P(\xi > C) \leq \min_s e^{\mu_\xi(s) - sC}, \quad (2.23)$$

ahol

$$\mu_\xi(s) = \log E[e^{\xi s}], \quad (2.24)$$

logaritmus momentumgeneráló függvénye a ξ valószínűségi változónak és $s > 0$ pedig a szabad paraméter. Alkalmazzuk a (2.23) egyenlőtlenséget a bithiba-valószínűség felső becslésére, azaz állapítsuk meg a $P_b^{\text{CH}}(\mathbf{w}) \geq P_b(\mathbf{w})$ Chernoff felső korlátot. A (2.18) egyenletben megadott bithiba-valószínűség átalakítható a következő formára

$$P_b(\mathbf{w}) = \frac{1}{2} \left[P \left(\sum_{n=1}^N q_n y_{k-n} + \eta_k > q_0 \right) + P \left(\sum_{n=1}^N q_n y_{k-n} + \eta_k < -q_0 \right) \right]. \quad (2.25)$$

Legyen $\varsigma_n = q_n y_{k-n}$ valószínűségi változó sorozat. Ennek logaritmusgeneráló függvénye kiszámítható (2.24) alapján:

$$\mu_{\varsigma_n}(s) = \log E[e^{\varsigma_n s}] = \log\left(\frac{1}{2}e^{q_n s} + \frac{1}{2}e^{-q_n s}\right) = \log(\operatorname{ch}(q_n s)), \quad (2.26)$$

A (2.25)-ben szereplő η_k pedig Gaussi eloszlású valószínűségi változó $\sigma_\eta = \sqrt{N_0 \|\mathbf{w}\|^2}$ szórással. Ezért

$$\mu_{\eta_k}(s) = \log E[e^{\eta_k s}] = \frac{1}{2} N_0 \|\mathbf{w}\|^2 s^2. \quad (2.27)$$

Mivel η_k, ς_n függetlenek egymástól, a Chernoff egyenlőtlenség a (2.25) első tagjára a következőképpen írható fel:

$$P\left(\sum_{n=1}^N q_n y_{k-n} + \eta_k > q_0\right) \leq \min_s e^{\sum_{n=1}^N \log(\operatorname{ch}(q_n s)) + \frac{1}{2} N_0 \|\mathbf{w}\|^2 s^2 - q_0 s}. \quad (2.28)$$

Ugyanakkor $P\left(\sum_{n=1}^N q_n y_{k-n} + \eta_k > q_0\right) = P\left(\sum_{n=1}^N q_n y_{k-n} + \eta_k < -q_0\right)$, hiszen $\sum_{n=1}^N q_n y_{k-n} + \eta_k$ szimmetrikus eloszlású 0 várhatóértékkel. A bithiba-valószínűség keresett felső Chernoff korlátját jelölje $P_b^{\text{CH}}(\mathbf{w}) \geq P_b(\mathbf{w})$, ahol

$$P_b^{\text{CH}}(\mathbf{w}) = \min_s \exp\left(\sum_{n=1}^N \log(\operatorname{ch}(q_n s)) + \frac{1}{2} N_0 \|\mathbf{w}\|^2 s^2 - q_0 s\right). \quad (2.29)$$

Az s szabadparaméter megtalálásához a deriváltból származó

$$\sum_{n=1}^N th(q_n s) + N_0 \|\mathbf{w}\|^2 s = q_0 \quad (2.30)$$

egyenletet kell megoldani.

A bithiba-valószínűség becslése Gaussi közelítéssel

A Gaussi közelítés [45] esetén a $\xi_k = \sum_{n=1}^N q_n y_{k-n} + \eta_k$ valószínűségi változót (ISI+zaj) normál eloszlásúnak tekintetem, amely a Centrális Határeloszlás Tételének értelmében jogos feltételes $N \rightarrow \infty$ esetén. A Gaussi közelítéssel kapott valószínűséget jelölje

$P_b^{\text{Ga}}(\mathbf{w}) \sim P_b(\mathbf{w})$. A (2.25) képletből kiindulva $\xi_k = \sum_{n=1}^N q_n y_{k-n} + \eta_k$ helyettesítéssel

$$P_b^{\text{Ga}}(\mathbf{w}) = \frac{1}{2} [P(\xi_k > q_0) + P(\xi_k < -q_0)] = P(\xi_k > q_0). \quad (2.31)$$

A $q_n y_{k-n}$ valószínűségi változó szórásnégyzete q_n^2 , η_k szórásnégyzete pedig $N_0 \|\mathbf{w}\|^2$.

Ezért Gaussi közelítés esetén

$$\xi_k \sim N\left(0, \sum_{n=1}^N q_n^2 + N_0 \|\mathbf{w}\|^2\right) \quad (2.32)$$

eloszlású valószínűségi változó. Ezért

$$P_b^{\text{Ga}}(\mathbf{w}) = \Phi\left(\frac{-q_0}{\sqrt{\sum_{n=1}^N q_n^2 + N_0 \|\mathbf{w}\|^2}}\right). \quad (2.33)$$

2.4.2. Statisztikai becsléseken alapuló csatorna kiegyenlítése

A fenti becslések polinomiális időben kiszámíthatóak, ezért érdemes a csatornakiegyenlítő algoritmusokat a fenti metrika alapján szabályoznunk. A lineáris csatornakiegyenlítők esetén a gradiens módszer terjedt el, ahol a szűrő impulzusválasza a következő rekurzióval számolandó:

$$\mathbf{w}(k+1) = \mathbf{w}(k) - \eta \text{grad}_{\mathbf{w}} J(\mathbf{w}(k)), \quad (2.34)$$

ahol $J(\mathbf{w})$ a célkitűzésben megfogalmazott minimalizálandó metrika. Minimális csúcstorzítás esetén $J(\mathbf{w}) = PD(\mathbf{w})$, minimális négyzetes hiba esetén $J(\mathbf{w}) = MSE(\mathbf{w})$, minimális bithiba-valószínűség esetén pedig $J(\mathbf{w}) = P_b(\mathbf{w})$. Az első tézis csoport egyik általános kérdésére válaszolva, új valós időben kiértékelhető statisztikai becsléseket vezettem be a BER kiszámolására. Az előző fejezetben bemutatott metrikákra épülő algoritmusok teljesítőképességét a 2.4.4. fejezet mutatja be, ahol látni fogjuk, hogy $J(\mathbf{w}) = P_b^{\text{IS}}(\mathbf{w})$ (fontosság alapú mintavételezés) és $J(\mathbf{w}) = P_b^{\text{CH}}(\mathbf{w})$ (Chernoff egyenlőtlenség) használata esetén sikerült a BER-t tovább csökkenteni. Az új Chernoff egyenlőtlenség alapú kiegyenlítés esetén a $\text{grad}_{\mathbf{w}} P_b^{\text{CH}}(\mathbf{w})$ kiszámítását a következő formula adja meg:

$$\frac{dP_b^{\text{CH}}(\mathbf{w})}{dw_i} = \begin{cases} P_b^{\text{CH}}(\mathbf{w}) \left(\sum_{n=1}^N \text{th}(q_n s) + (N_0 w_0 - h_0) s \right), & \text{ha } i = 0 \\ P_b^{\text{CH}}(\mathbf{w}) \left(\sum_{n=1}^N \text{th}(q_n s) + N_i w_i s \right), & \text{egyébként.} \end{cases} \quad (2.35)$$

Ugyanakkor a Gaussi közelítő forma minimalizálásával ekvivalens kiegyenlítőt kapunk az MMSE kiegyenlítő megoldásával. Ezt a megállapítást a következő tétel fogalmazza meg:

Tétel 2.1. *A tradicionális MMSE kiegyenlítő ekvivalens a bithiba-valószínűség Gaussi közelítését minimalizáló kiegyenlítővel, azaz*

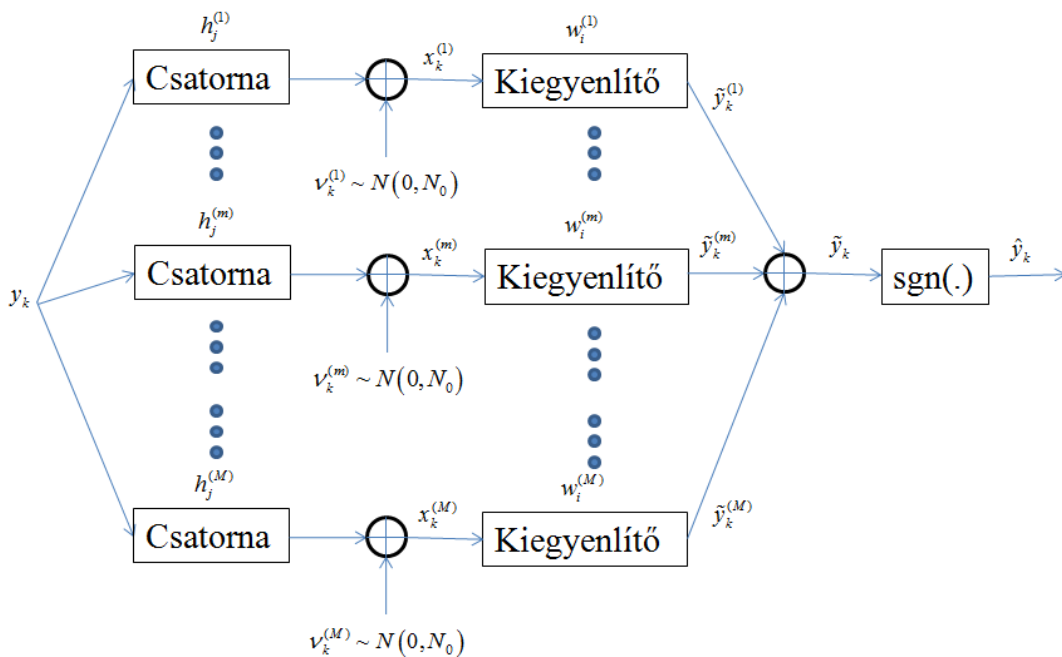
$$\arg \min_{\mathbf{w}} MSE(\mathbf{w}) = \arg \min_{\mathbf{w}} P_b^{\text{Ga}}(\mathbf{w}). \quad (2.36)$$

A tétel analitikus bizonyítása a disszertáció 6.2. alfejezetében található meg. A fentiek alapján kijelenthető, hogy $N \rightarrow \infty$ esetén az MMSE kiegyenlítő optimális.

2.4.3. Kooperatív csatornakiégyenlítés

Számos szolgáltatás működéséhez elengedhetetlen a nagyon alacsony bithiba-valószínűség (videó esetén 10^{-9}), amely megvalósulhat a térdiverzitás alkalmazásával [13].

Térdiverzitás, azaz több vevő implementálása esetén az alacsony sáv szélesség mellett már megfelelő BER érhető el, de ez még tovább csökkenthető csatornakiégyenlítővel. Ezért a fejezet arra a kérdésre válaszol, hogy milyen kooperatív csatornakiégyenlítők az optimálisak, azaz hogy mi az a különböző vevőhöz tartozó különböző szűrő, amely minimalizálja a BER-t. A modellt az 2.5. ábra mutatja be, ahol M kooperatív vevőt feltételezünk a vételi oldalon. A diverzitás előnye abban az esetben realizálódik, ha a vevő antennák közötti távolság elég nagy (összemérhető a vevő jel hullámhosszával) [47]. Ekkor a csatornák és az additív zajok függetlenek tekinthetők egyaránt. A következőkben bemutatom a felvázolt rendszer matematikai tárgyalását.



2.5. ábra. Kooperatív csatorna kiegyenlítés M darab vevő antenna esetén.

A fentieknek megfelelően a kiterjesztett modellben M antenna feltételezése mellett keresünk olyan $\mathbf{w}^{(1)}, \mathbf{w}^{(2)}, \dots, \mathbf{w}^{(M)}$ szűrőket, amelyek együttesen (kooperatív) minimalizálják a költségfüggvényt vagy speciálisan a BER-t. A fentieknek megfelelően

$\mathbf{h}^{(1)}, \mathbf{h}^{(2)}, \dots, \mathbf{h}^{(M)}$ reprezentálja a független fadinggel terhelt csatornákat és $\nu_k^{(1)}, \nu_k^{(2)}, \dots, \nu_k^{(M)}$ jelöli a különböző vevőknél érzékelhető független additív Gaussi zajkomponenseket. Először bemutatom az MMSE kiegyenlítés kiterjesztett változatát M vevő esetén. Ezután a minimális bithibán alapuló kooperatív megoldását adom meg.

Kooperatív MMSE kiegyenlítés

Annak érdekében, hogy megállapítsuk az analitikus összefüggést a $\mathbf{w}^{(1)}, \mathbf{w}^{(2)}, \dots, \mathbf{w}^{(M)}$ és az $\text{MSE}^{(M)}(\mathbf{w}^{(1)}, \mathbf{w}^{(2)}, \dots, \mathbf{w}^{(M)}) = \text{E}\left[(y_k - \hat{y}_k)^2\right]$ négyzetes hiba között a következő jelölések bevezetésére van szükség:

- Az m -ik csatorna keresztkorrelációs vektorát $\mathbf{r}^{(m)} = [r^{(m)}(j)]_{j=0, \dots, J}$ jelöli, ahol

$$r^{(m)}(j) = \text{E}\left[y_k^{(m)} x_{k-j}^{(m)}\right]. \quad (2.37)$$

- Az m -ik és az n -ik csatorna korrelációs mátrixát az $\mathbf{R}^{(mn)} = [R^{mn}(i-j)]_{i,j=0, \dots, J}$ jelöli, ahol

$$R^{(mn)}(i-j) = \text{E}\left[x_{k-j}^{(m)} x_{k-i}^{(n)}\right]. \quad (2.38)$$

Az M vevőre kiterjesztett modell alapján a négyzetes hiba értékét a következő állítás fogalmazza meg.

Tétel 2.2. M vevő antenna esetén a négyzetes hiba értéke

$$\text{MSE}^{(M)}(\mathbf{w}^{(1)}, \mathbf{w}^{(2)}, \dots, \mathbf{w}^{(M)}) = \text{E}\left[y_k^2\right] - 2 \sum_{m=1}^M \mathbf{r}^{(1)\text{T}} \mathbf{w}^{(m)} + \sum_{m=1}^M \sum_{n=1}^M \mathbf{w}^{(m)\text{T}} \mathbf{R}^{(mn)} \mathbf{w}^{(n)}. \quad (2.39)$$

A fenti tétel bizonyítása megtalálható az disszertáció 6.2. alfejezetében. Jelölje a kooperatív MMSE kiegyenlítőt

$$\mathbf{w}^{(M)\text{-MMSE}} = \arg \min_{\mathbf{w}} \text{MSE}^{(M)}(\mathbf{w}^{(1)}, \mathbf{w}^{(2)}, \dots, \mathbf{w}^{(M)}). \quad (2.40)$$

A következő állításból kiderül, hogy a (2.40) optimalizálási feladat megoldását egy lineáris egyenletrendszer megoldása adja.

Tétel 2.3. Az MMSE kooperatív kiegyenlítő M vevő antenna esetén a következő egyenletrendszer megoldásával adható meg:

$$\begin{bmatrix} \mathbf{R}^{(11)} & \mathbf{R}^{(12)} & \dots & \mathbf{R}^{(1M)} \\ \mathbf{R}^{(21)} & \mathbf{R}^{(22)} & & \\ \vdots & & \ddots & \\ \mathbf{R}^{(M1)} & & & \mathbf{R}^{(MM)} \end{bmatrix} \begin{bmatrix} \mathbf{w}^{(1)} \\ \mathbf{w}^{(2)} \\ \vdots \\ \mathbf{w}^{(M)} \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} \mathbf{r}^{(1)} \\ \mathbf{r}^{(2)} \\ \vdots \\ \mathbf{r}^{(M)} \end{bmatrix}. \quad (2.41)$$

Ezen tétel bizonyítását a disszertáció 6.2. alfejezetében vezetem le. A következőkben a cél a BER analitikus kifejtése M vevő esetén.

Kooperatív minimális bithibán alapuló kiegyenlítés

M vevő esetén a bithiba-valószínűség a $P_b(\mathbf{w}^{(1)}, \mathbf{w}^{(2)}, \dots, \mathbf{w}^{(M)})$ jelöli. A bithiba-valószínűség analitikus formáját a következő képlet adja meg

$$P_b(\mathbf{w}^{(1)}, \mathbf{w}^{(2)}, \dots, \mathbf{w}^{(M)}) = \frac{1}{2} \left[P \left(\sum_{m=1}^M \sum_{n=1}^N q_n^{(m)} y_{k-n} + \eta_k^{(m)} > q_0 \right) + P \left(\sum_{m=1}^M \sum_{n=1}^N q_n^{(m)} y_{k-n} + \eta_k^{(m)} < -q_0 \right) \right]. \quad (2.42)$$

A (2.24) analógiájára egyszerűen belátható, hogy

$$P_b(\mathbf{w}^{(1)}, \mathbf{w}^{(2)}, \dots, \mathbf{w}^{(M)}) = \frac{1}{2^{N-1}} \sum_{z \in \{\pm 1\}^N} \Phi \left(\frac{-q_0^{(m)} + \sum_{n=1}^N q_n^{(m)} z_{k-n}}{\sqrt{N_0 \|\mathbf{w}^{(m)}\|^2}} \right), \quad (2.43)$$

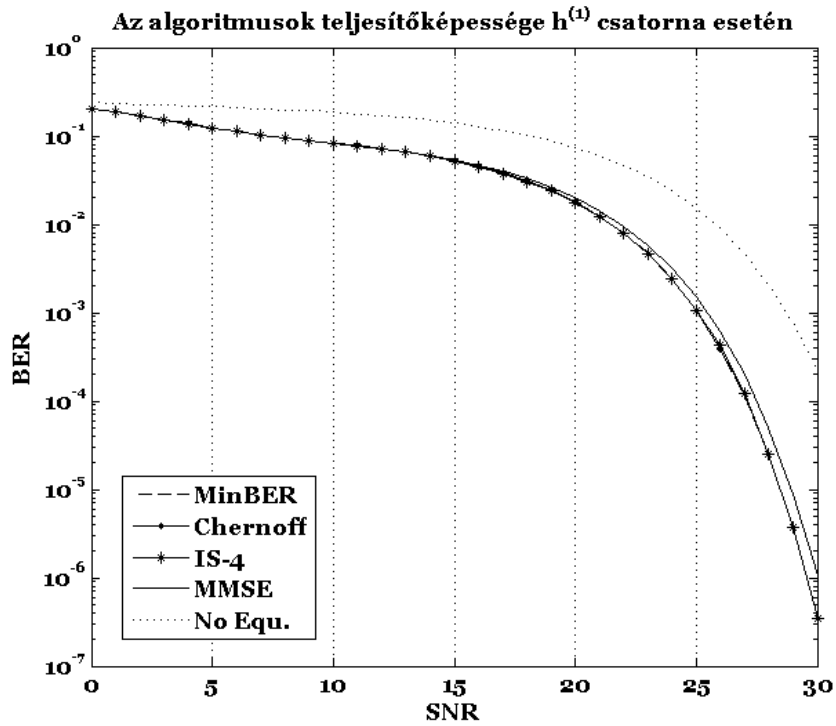
ahol $q_n^{(m)} = \sum_{l=0}^L h_l^{(m)} w_{n-l}^{(m)}$, $n = 0, \dots, N$. A statisztikai becsléseken alapuló módszerek hasonló módon kiterjeszthetők az M vevő esetére. A Gaussi közelítéssel kapott eredményekből megállapítható, hogy $M \rightarrow \infty$ esetén a $\mathbf{w}^{(M)\text{-MMSE}}$ az optimális kiegyenlítő.

2.4.4. Az új kiegyenlítő algoritmusok teljesítőképességének analízise

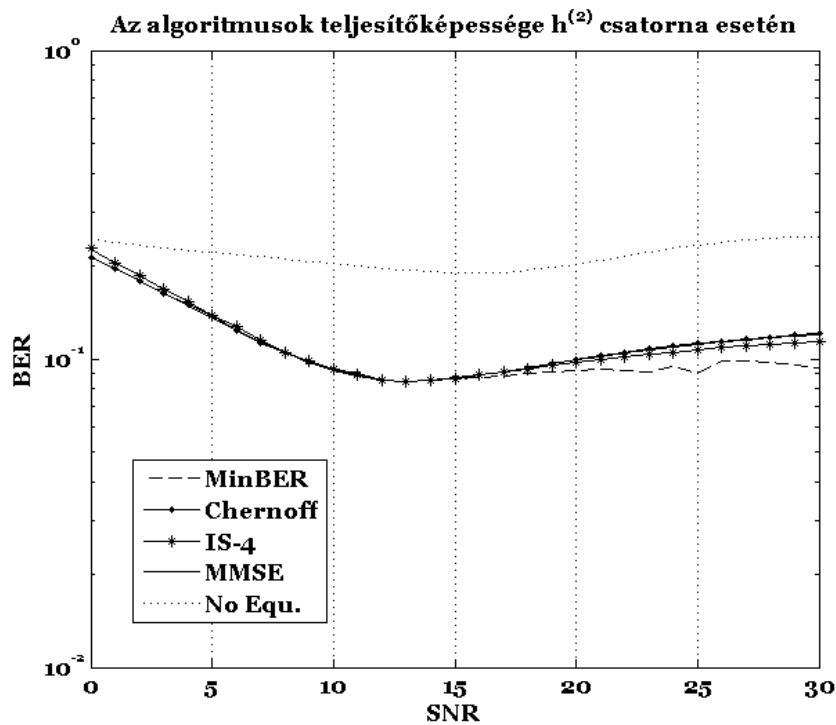
Ebben a fejezetben összehasonlítom az új csatornaki egyenlítő algoritmusok teljesítőképességét a tradicionális módszerekkel. A kiegyenlítő algoritmusok teljesítőképességét annak függvényében vizsgálom, hogy adott jel-zaj viszony mellett milyen BER érhető el a különböző módszerekkel. A következő csatornákra futtattam szimulációkat: (i) tipikus kétutas $\mathbf{h}^{(1)} = [1.0; -0.9]^T$ és $\mathbf{h}^{(10)} = [1.0; -0.9]^T$ csatornák; (ii) szemnyitott (kiegyenlíthetetlen) $\mathbf{h}^{(2)} = [1.2; 1.1; -0.2]^T$ és $\mathbf{h}^{(11)} = [1.0; 1.0; -0.1]^T$ csatornák; (iii) három utas $\mathbf{h}^{(3)} = [1; 0.6; -0.3]^T$ és $\mathbf{h}^{(12)} = [1; 0.5; -0.4]^T$ csatornák [48].

Az új statisztikai becsléseken alapuló algoritmusok teljesítőképessége

A következő ábrán látható, hogy az új Chernoff és fontossági mintavételezésen (IS-4) alapuló kiegyenlítő algoritmusok az optimális minimális bithibán alapuló (MinBER) teljesítőképességét közelítik meg, amíg a hagyományos MMSE algoritmus nem képes a BER tovább csökkentésére.

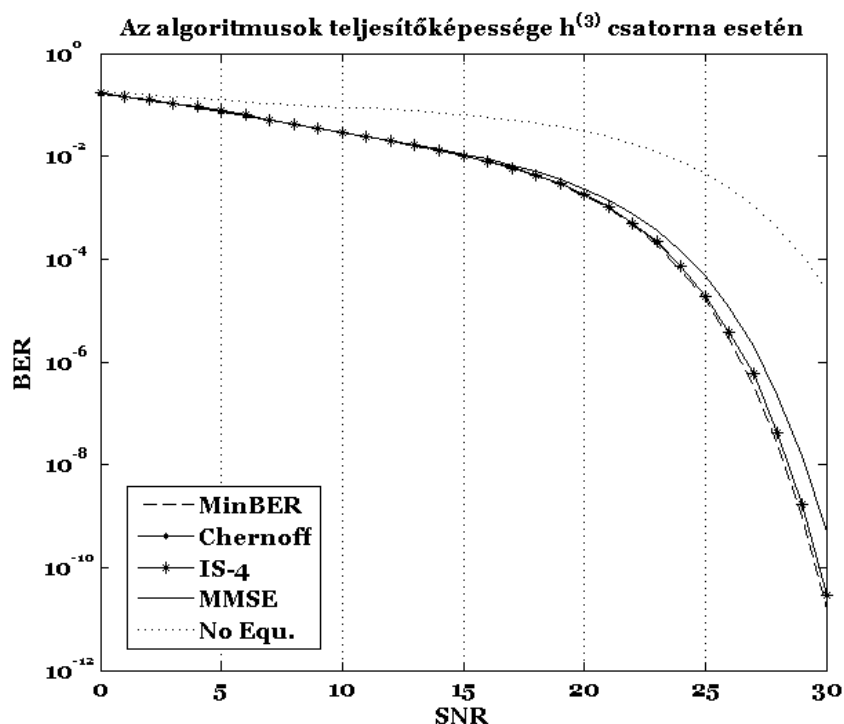


2.6. ábra. Az új és vizsgált csatorna kiegyenlítési algoritmusokkal elért BER $h^{(1)}$ esetén.



2.7. ábra. Az új és vizsgált csatorna kiegyenlítési algoritmusokkal elért BER $h^{(2)}$ esetén.

A 2.7. ábrán egy olyan csatorna esetén láthatjuk a különböző módszereket, amely szemnyitottsága miatt [49] kiegyenlíthetetlen. Ahogyan az ábra is mutatja, a Chernoff és ISI-4 is hatékonyan tovább csökkenti a BER-t az MMSE-hez képest.

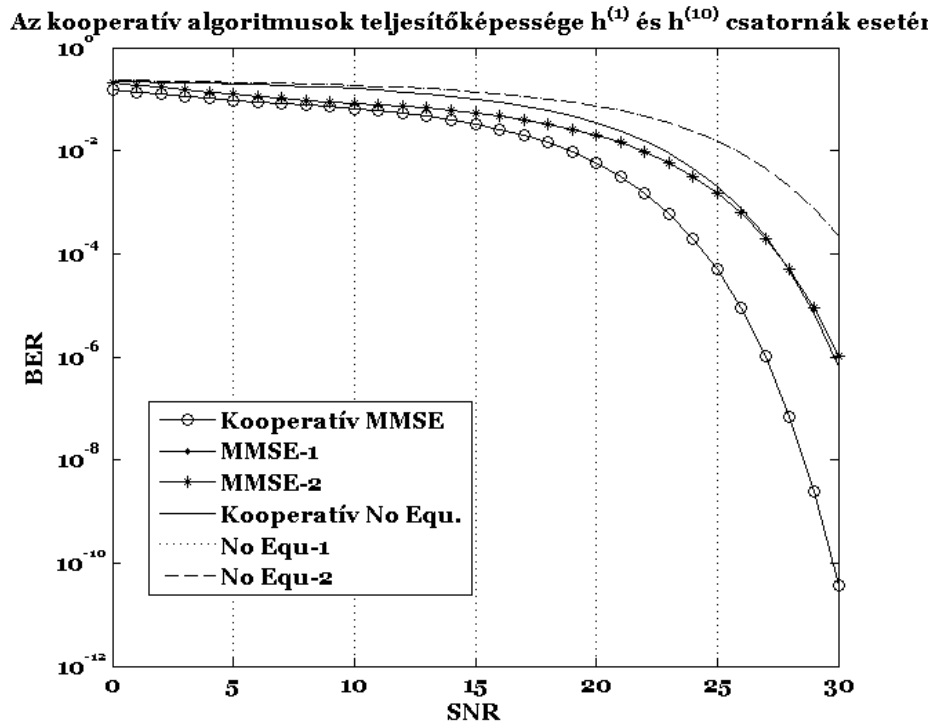


2.8. ábra. Az új csatornaki egyenlítési algoritmusokkal elért BER a tradicionális módszerekhez képest $h^{(3)}$ esetén.

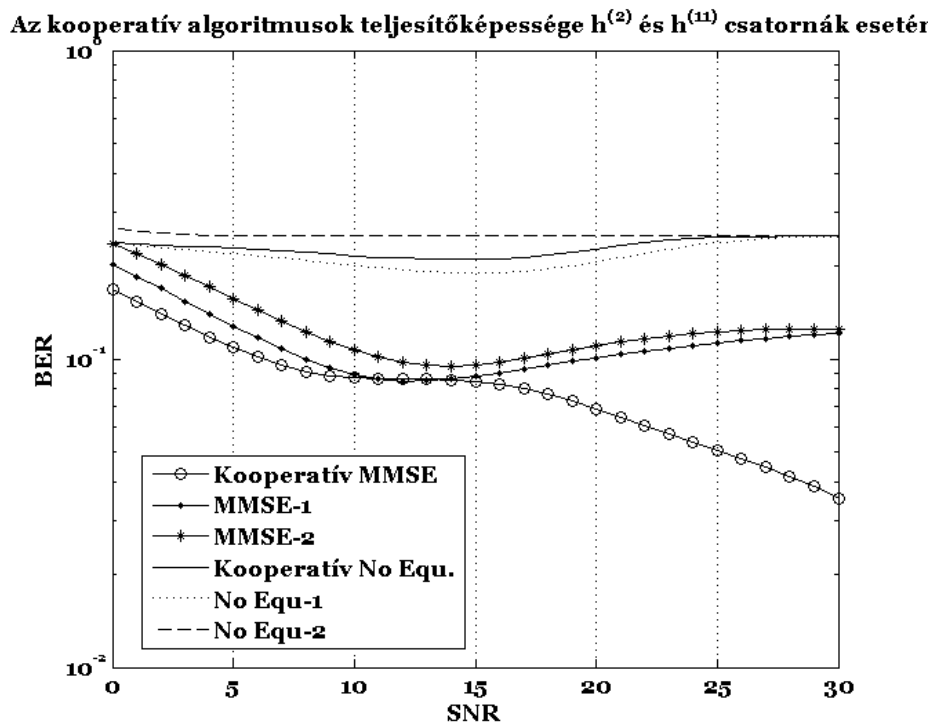
A $h^{(3)}$ csatornánál ismét megfigyelhető a teljesítőképesség javulása a 3.6. ábra alapján, hiszen a Chernoff és IS-4 módszerek megközelítik a lehető legjobb kiegyenlítővel elérhető BER-t. A következő részben a kooperatív eset szimulációs eredményei kerülnek bemutatásra.

A kooperatív csatornaki egyenlítési algoritmusok teljesítőképessége

Mivel a dolgozathoz kiderült, hogy a kooperatív MMSE a legjobb választás ezért ebben a fejezetben ezen új módszer teljesítőképességét vizsgálom meg. A 2.9. ábrából kiderül, hogy a kooperatív MMSE már két vevő esetén is szignifikánsan alacsonyabb BER-t ér el $h^{(1)}$ és $h^{(10)}$ csatornák esetében. A 2.10. ábrán látható, hogy $h^{(2)}$ és $h^{(11)}$ szemnyitott esetben a kooperatív MMSE sikeresen kiegyenlíti a csatornát.



2.9. ábra. Az új kooperatív csatornaki egyenlítési algoritmusok teljesítőképessége $h^{(1)}$ és $h^{(10)}$ esetén.



2.10. ábra. Az új kooperatív csatornaki egyenlítési algoritmusok teljesítőképessége $h^{(2)}$ és $h^{(11)}$ esetén.

2.5. Összefoglalás

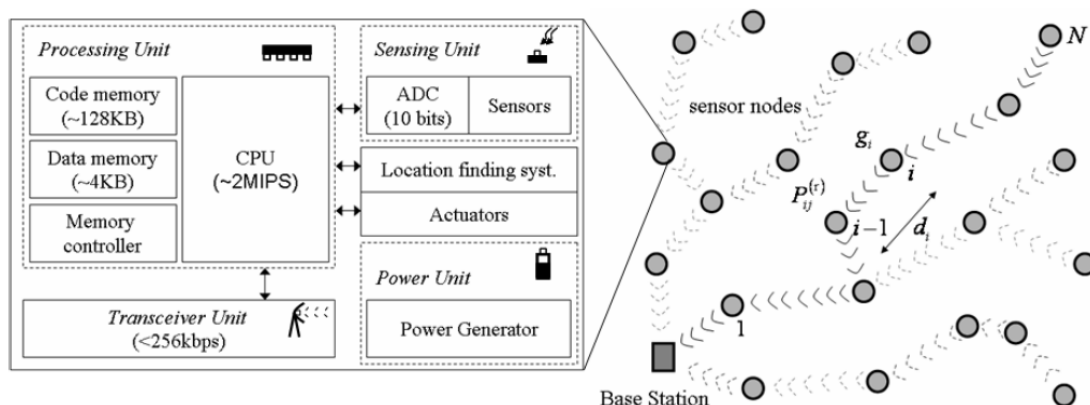
A fejezetben először a hagyományos csatornaki egyenlítési módszereket összegeztem, majd új algoritmusokat dolgoztam ki, amelyek minimalizálják a BER-t, növelve a spektrális hatékonyságot. Sikertelenül a komplexitás miatt pontosan ki nem értékelhető BER-t új statisztikai módszerekkel közelítenem, amelyek segítségével valós idejű csatornaki egyenlítő algoritmusokat sikerült implementálnom. Az alsó (fontossági mintavételezésen alapuló) és felső (Chernoff egyenlőtlenségen alapuló) korlátokat felhasználó új algoritmusok a BER-t tovább csökkentették a fadinggel terhelt csatorna esetén. A BER Gaussi közelítésének minimalizálása esetén kiderült, hogy ekvivalens szűrőt kapunk a tradicionális MMSE szűrővel, mely ekvivalenciát analitikusan is bizonyítottam. Kooperatív (több vevő) esetben levezettem a négyzetes hibát minimalizáló, azaz a kooperatív MMSE szűrő analitikus formáját. A Gaussi becslésből és az MMSE megoldásából származtatott szűrők ekvivalenciáiból kijelenthető, hogy kooperatív (sok vevő) esetben az MMSE megoldás tart a minimális bithibán alapuló optimális megoldáshoz. Ezekkel az eredményekkel a jelenlegi vezeték nélküli hálózatok spektrális hatékonysága jelentősen növelhető.

*Harmadik Fejezet***ENERGIATUDATOS ÚTVONAL-KIVÁLASZTÁS
VEZETÉKNÉLKÜLI SZENZOR HÁLÓZATOKBAN**

A harmadik fejezet új útvonalkereső algoritmusokat ismertet multihop vezeték nélküli hálózatok számára különös tekintettel az élettartam maximalizálására. A technológiai motiváció, a probléma formalizálása, az eddig elért eredmények bemutatása után a 3.4. alfejezet fejt ki az új útvonal-kiválasztási protokollokat.

3.1. Bevezetés, technológiai motiváció és nyitott kérdések

A vezeték nélküli kommunikáció energiahatékony megvalósítását az alacsony fogyasztású eszközök tervezése biztosítja, amelynek szükséges feltétele, hogy az adóteljesítmény minimális legyen, hiszen ezen fogyasztás jelentős az áramköri fogyasztáshoz képest [24]. Ugyanakkor a rádióhullámok exponenciális csillapításának az a következménye, hogy az alacsony adóteljesítményű eszközök hatótávolsága is rendkívül alacsony. Ezzel a témakörrel az ad-hoc hálózatok tervezése foglalkozik, ahol lehetőség nyílik arra, hogy a forrás a célt több ugráson (multihop) – relay node-kon keresztül – érje el [50]. Ezért ezen fejezet az útvonal-kiválasztás témájával foglalkozik különös tekintettel a vezeték nélküli szenzor hálózatokra (Wireless Sensor Networks – WSNs), ahol a legfontosabb tervezési szempont az élettartam maximalizálása. A disszertációban bemutatott új algoritmusok segítségével az élettartam maximalizálásán kívül olyan útvonalak kerülnek kiválasztásra, amelyek egy adott alkalmazás által megkövetelt megbízhatósági feltételt is biztosítják. A WSN hálózatot több szenzor node határozza meg, amelyek tipikus architektúráját az 3.1. ábra mutatja be.



3.1. ábra. A WSN-hálózat és a hálózatot felépítő Mica2 szenzor node-ok architektúrája.

Egy node tartalmaz egy mikrokontrollert (MCU), egy tároló egységet, egy memória vezérlőt, továbbá szenzorokat és A/D átalakítókat. Más perifériák is csatlakozhatnak egy

node-hoz, mint aktuátorok vagy helymeghatározó eszközök (pl.: GPS). A node-ok teljesítménye aktív állapotban a mW , inaktív (alvó) állapotban pedig μW nagyságrendű [51]. A disszertációban bemutatott módszerek és a teljesítőképesség analízis a Mica2 [52] szenzor platform paramétereit vették figyelembe. Az új algoritmusok azonban más hardver eszközök esetén is jól hasznosíthatók. A szenzorhálózatokban a célállomás egy az adatokat begyűjtő kitüntetett node, amelyet bázisállomásnak (BS) nevezünk. A BS egy olyan node, amely vezetékkel kapcsolódik egy számítógéphez (vagy tradicionális routerhez), ezért energiaszempontról nem limitált. A WSN kommunikáció alapvetően három fázisra bontható: (i) az érzékelt adatok elküldése csomag formájában; (ii) a csomagok újraküldése a relay node-ok segítségével; (iii) a begyűjtött adatok megosztása a BS-en keresztül.

A szenzorhálózat működése

A fentieknek megfelelően az egyes node-ok vezeték nélküli összeköttetésen keresztül képesek kommunikálni egymással. Az útvonal-kiválasztási algoritmus (routing) felelős azért, hogy megfelelő relay node-ok továbbítsák a forrás által generált információs csomagot. A fejezetben a következő feltételezésekkel éltem:

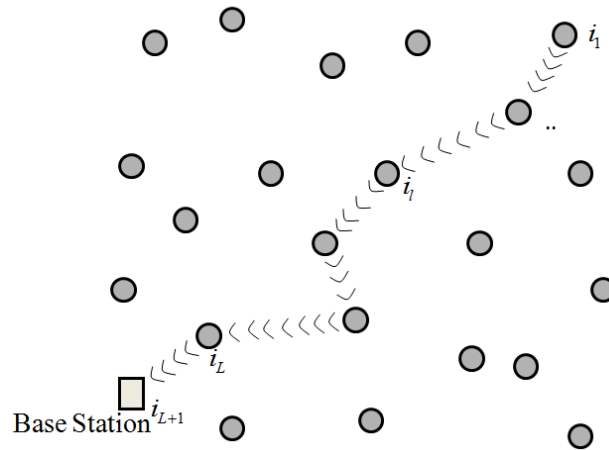
- a BS egy kitüntetett nem mozgó node (bizonyos alkalmazásokban előfordulhat több mozgó BS);
- a BS nem energia limitált, mert újratölthető vagy vezetéken csatlakozik a hálózathoz;
- a node-k pozíciója fix vagy stacioner;
- a node-k nem képesek singlehop úton eljuttatni a csomagokat, így kénytelenek multihop kommunikációt használni, ahol a csomagtovábbítás cím alapján történik;
- A közeghozzáférés (MAC) feltérképezi a node-ok szomszédsági viszonyát és így a rádiós linkek minősége megismerhető;
- A kommunikáció egyirányú, ahol a szenzor node-ok az adatbegyűjtő BS-re juttatják csomagjaikat;
- a begyűjtési modell kérdésvezérelt (a BS információt kér le egy konkrét node-tól) vagy eseményvezérelt (a node csomagot küld, ha valamilyen esemény bekövetkezik, pl. ha a mért hőmérséklet egy adott szint felett van);
- a rádió terjedési modellt a Rayleigh modell írja le [24], ami alapján a csomag sikeres megérkezését a $P_r = \exp\left\{\frac{-d^\alpha \Theta N_0}{G}\right\}$ összefüggés írja le, ahol Θ az

érzékenységi küszöb, N_0 a zaj energiája. Ez a formula definiálja egy adott link P_r megbízhatóságát, a d távolság és G adóenergia függvényében. A link minősége más fading modell segítségével is leírható (pl.: Rice [53], Nakagami [13]), ezért jelölje általánosan a link minőségét a $P_r = P_r(G, d)$ formula.

A fentiek alapján a WSN egy $G(V, E, d)$ 2D gráffal reprezentálható (3.2. ábra), ahol V a node-ok halmaza, E a rádiós linkek halmaza, és

$$P_r^{\text{Ra}}(G_{ij}, d_{ij}) = \exp\left\{\frac{-d_{ij}^\alpha \Theta N_0}{G_{ij}}\right\}, \quad (3.1)$$

jelöli az i és j közötti link megbízhatóságát abban az esetben, ha a köztük lévő távolság d_{ij} és az i -ik node által elfogyasztott adóenergia G_{ij} . A fentieknek megfelelően a limitált adóteljesítmény miatt, a forrás képtelen egy ugrással (singlehop) eljuttatni a csomagot a BS-re, ezért több ugráson keresztül (multihop), relay node-ok továbbítják a csomagokat. Ezért a következő fejezet formalizálja a multihop útvonal-kiválasztás problémáját és a lehetséges teljesítőképességi metrikákat.



3.2. ábra. Az útvonalkiválasztás modellje.

3.2. Az útvonal-kiválasztás modellje és a probléma felvetése

Az alfejezetben bemutatásra kerül az útvonal-kiválasztás modellje és a lehetséges teljesítőképesség-indexek. Jelölje i_1 a forrás node-ot és tegyük fel, hogy ezen node csomagot szeretne eljuttatni a BS-re. Általánosan, a routing algoritmus egy olyan $\mathfrak{R} = \{i_1, i_2, \dots, i_L\}$ útvonalat választ ki, ahol a kiválasztásnak számos célja lehet. Ad-hoc és szenzor hálózat esetén a következő szempontok a legfontosabbak [54]:

1. összenergia fogyasztás: a hálózat által elfogyasztott energia, amelyet a csomag BS-re juttatása igényel;
2. késleltetés: a csomag keletkezése és a BS-re jutása között eltelt idő;
3. megbízhatóság: a csomag sikeres BS-re jutásának valószínűsége;
4. élettartam: az élettartamot a bottleneck node (legtöbb energiát fogyasztó node) energiafogyasztása határozza meg [55].

A fentiek alapján a routing célja, hogy (1-4)-ben optimális $\mathfrak{R}_{\text{opt}} = \{i_{1,\text{opt}}, i_{2,\text{opt}}, \dots, i_{L,\text{opt}}\}$ útvonal kerüljön kiválasztásra. A tradicionális routing algoritmusok az (1-2) metrika

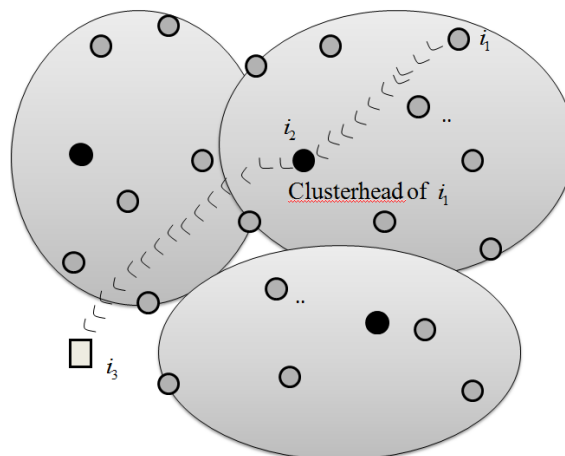
minimalizálásával vagy az (3-4) metrika maximalizálásával külön-külön foglalkoznak. A következő szekció ezen tradicionális megoldásokat mutatja be.

3.3. Eddig elért eredmények – Standard protokollok

Az alfejezetben bemutatásra kerül az energia érzékeny routing algoritmusok legelterjedtebb változatai.

3.3.1. A LEACH protokoll

A LEACH protokoll [25] egy olyan hierarchikus klaszter alapú protokoll, amelynek célja az élettartam maximalizálása az energiafogyasztás egyenletes elosztásával. A protokoll hierarchikus routingot feltételez (3.3. ábra), ahol a klaszterfejek (clusterheads) felelősek az adatok begyűjtéséért, amelyek már közvetlenül a BS-nek küldik a csomagokat. A csomagtovábbítási modellben egy L hosszú csomag továbbításához szükséges adóenergia $G_{TX}(d) = E_0L + E_{amp}Ld^\alpha$, a vevőenergia pedig $G_{RX}(d) = E_0L$, ahol E_0 a rádiós chip energiafogyasztása, E_{amp} az egységnyi adóenergia. Az energiafogyasztás egyenletes terhelését a klaszterfejek dinamikus újraválasztása okozza.



3.3. ábra. A LEACH protokoll [25] hierarchikus működése. A forrás a hozzátartozó klaszterfejnek továbbítja a csomagját, amely node közvetlenül a BS-re küldi azt.

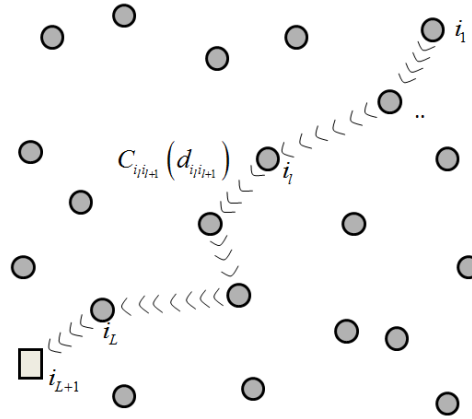
A klaszterezés optimalizálásával a protokoll nem foglalkozik, heurisztikus becslések alapján a protokoll a klaszterfejek számát a node-ok számának 5%-ában határozza meg, amelyet jelöljön $p = 0.05$. A klaszterfejek egy speciális megmaradó energiától függő Bernoulli véletlen sorsolás útján választódnak ki. A fenti modellnek megfelelően a LEACH protokoll egy 2 ugrásos útvonalat használ, azaz

$$\mathcal{R}_{LEACH} = \{i_1, cl(i_1), i_3\}, \quad (3.2)$$

ahol $cl(i)$ jelöli az i -ik node-hoz tartozó legközelebbi klaszterfejet.

3.3.2. Energiatudatos multihop útvonal-kiválasztás – PEDAP protokoll

A LEACH protokoll kiváló heurisztikus megoldást ad az élettartam maximalizálásra, azonban nem foglalkozik a csomag megérkezésének valószínűségével és nem veszi figyelembe a többugrásos útvonalakat.



3.4. ábra. A PEDAP speciális linkmetrika alapján választja ki az optimális útvonalat.

A következő bemutatott algoritmus olyan útvonal-kiválasztást valósít meg, amely minimalizálja az energiafogyasztást multihop kommunikáció segítségével. Az [19]-ben bemutatott PEDAP legrövidebb útvonal-keresési algoritmusok segítségével választja ki az utakat. Adott link metrika mellett Dijkstra vagy Bellman-Ford [14] gráfelméleti algoritmusokkal a node-ok N számának függvényében a legrövidebb út kiválasztható. Az összenergia minimalizálásnál az $E_{\text{PEDAP}}(i, j) = G_{\text{TX}}(d_{ij}) + G_{\text{RX}}$, az energiafogyasztás kiegyenlítése esetén pedig az $E_{\text{PEDAP-PA}}(i, j) = \frac{c_{\text{max}}}{c_i(k)}(G_{\text{TX}}(d_{ij}) + G_{\text{RX}})$ linkmetrikák alapján történik az útvonal-kiválasztás, ahol $c_i(k)$ jelöli az i -ik node megmaradó energiáját a k -ik időpontban, c_{max} pedig a kezdeti energiát. Összenergia minimalizálás esetén az $\mathfrak{R}_{\text{PEDAP}} = \arg \min_{\mathfrak{R}} \sum_{l=1}^L E_{\text{PEDAP}}(i_l, i_{l+1})$ útvonal az optimális, amíg az élettartam maximalizálásánál az

$$\mathfrak{R}_{\text{PEDAP-PA}} = \arg \min_{\mathfrak{R}} \sum_{l=1}^L E_{\text{PEDAP-PA}}(i_l, i_{l+1}). \quad (3.3)$$

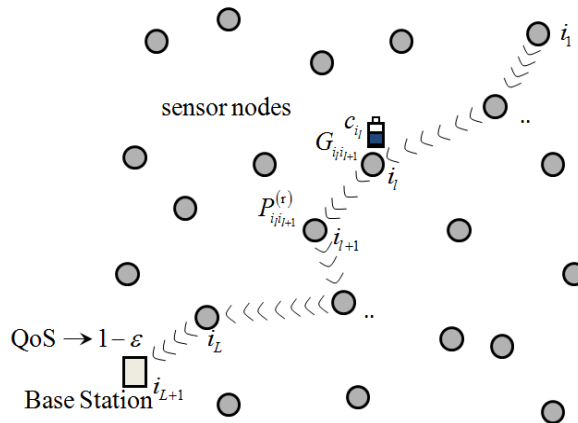
A (3.3) optimalizálási feladat megoldható hagyományos legrövidebb útvonal kereső algoritmussal (pl. elosztott Bellman-Ford algoritmus [56]). Azonban ezen megoldás sem foglalkozik az end-to-end megbízhatóság garantálásával, ezért a következő alfejezetben egy olyan algoritmus kerül bemutatásra, amely minimális energiafogyasztás mellett adott megbízhatósági feltételt garantál.

3.3.3. Megbízhatóságon alapuló összenergia-minimalizálás az OERA algoritmussal

Láthattuk, hogy számtalan módszer létezik az energiafogyasztás minimalizálására és az élettartam maximalizálásra, azonban a rádiós link modellezése nem reális, illetve az energiaérzékeny útvonaltervezésen túl a modellek nem foglalkoznak a megbízható csomagtovábbítással. Ezért Levendovszky és Long [22] egy új OERA (Overall Energy Routing Algorithm) algoritmust formalizált, amely Rayleigh fading feltételezése mellett keres optimális útvonalakat. Ha az i -ik node csomagot sugároz a j -ik node-nak G_{ij} energiával, akkor a csomag sikeres megérkezésének valószínűsége a Rayleigh fading szerint számolandó, azaz a (3.1) alapján $P_r(G_{ij}, d_{ij}) = P_r^{\text{Ra}}(G_{ij}, d_{ij})$. Az OERA az útvonal-kiválasztáson túl az adóenergia optimális $\mathbf{G}_{\text{OERA}} = (G_{i_1 i_2}^{\text{OERA}}, G_{i_2 i_3}^{\text{OERA}}, \dots, G_{i_L i_{L+1}}^{\text{OERA}})$ beállítását is megadja. Formálisan

$$\mathfrak{R}_{\text{OERA}}, \mathbf{G}_{\text{OERA}} : \arg \min_{\mathfrak{R}, \mathbf{G}} \sum_{l=1}^L G_{i_l i_{l+1}}, \quad (3.4)$$

egy $P(\text{correct reception at BS}) = \prod_{l=1}^L P_r^{\text{Ra}}(G_{i_l i_{l+1}}^{\text{opt}}, d_{i_l i_{l+1}}) \geq 1 - \varepsilon$ megbízhatósági feltétel mellett.



3.5. ábra. A BERA algoritmus az energiaállapot figyelembevételével a bottleneck node megmaradó energiáját maximalizálja.

3.4. Új megbízhatóságon alapuló útvonalkereső algoritmus a legkisebb megmaradó energia maximalizálására – BERA algoritmus

Az előző fejezetben bemutatott OERA algoritmusnak adott QoS ($1 - \varepsilon$ end-to-end csomagmegérkezési valószínűség) mellett sikerült az energiafogyasztást minimalizálni. Ugyanakkor a hálózat élettartamát a bottleneck node élettartama határozza meg, ezért ebben a fejezetben olyan új routing algoritmusok kerülnek bemutatásra, amelyek a QoS garancia mellett a bottleneck node élettartamát maximalizálják (3.5. ábra). A BERA (Bottleneck Energy Routing Algorithm) algoritmus [57] (hasonlóan az OERA-hoz) nemcsak az optimális útvonalat, hanem az optimális adóteljesítményt is meghatározza,

amely lehetőséget nyújt energiahatékony szenzorhálózatok tervezésére. A BERA algoritmus általános fading modell esetén is alkalmazható, azaz a (3.1) speciális eset elhagyása mellett legyen

$$P_r = P_r(G, d) \quad (3.5)$$

tetszőleges monoton növekvő függvény. A monoton növekedés egy intuitíve elvárható feltétel, hiszen nagy csomagérkezési valószínűség biztosításához nagyobb adóenergiára van szükség. Rayleigh fading esetén $P_r(G, d)$ -t a (3.1) írja le. Rice fading esetén

$$P_r^{\text{Ri}}(G, d) = \int_{r > \Theta N_0} \frac{e^{-K}}{Gd^{-\alpha}} e^{\left\{ \frac{r}{Gd^{-\alpha}} \right\}} I_0 \left(\frac{\sqrt{4Kr}}{\sqrt{Gd^{-\alpha}}} \right) dr, \quad (3.6)$$

ahol $I_n(\cdot)$ az n . rendű Bessel függvény, K pedig az LoS (Line of Sight) és a nem LoS útvonalakat kihasználó rádióhullámok teljesítményének hányadosa (a Rayleigh modell a Rice modell azon speciális esete, amikor nincs LoS komponens, azaz $K = 1$) [53].

Ha az i -ik node G_i energiával ad, akkor a megmaradó $c_i(k+1)$ energiát a

$$c_i(k+1) = c_i(k) - G_i \quad (3.7)$$

állapotegyenlet írja le. A BERA célja, hogy maximalizálja a csomag BS-re jutása utáni minimálisan megmaradó energiát adott megbízhatósági feltétel mellett. Ezért olyan $\mathfrak{R}_{\text{opt}} = \{i_1^{\text{opt}}, i_2^{\text{opt}}, \dots, i_{L+1}^{\text{opt}}\}$ optimális útvonal és $\mathbf{G}_{\text{opt}} = \{G_{i_1 i_2}^{\text{opt}}, G_{i_2 i_3}^{\text{opt}}, \dots, G_{i_L i_{L+1}}^{\text{opt}}\}$ adóenergia vektor megtalálása a cél, ahol

$$\mathfrak{R}_{\text{opt}}, \mathbf{G}_{\text{opt}} : \arg \max_{\mathfrak{R}, \mathbf{G}} \min_{i_i} c_i(k+1), \quad (3.8)$$

a következő end-to-end megbízhatósági feltétel mellett:

$$P(\text{correct reception at BS}) = \prod_{l=1}^L P_r(G_{i_l i_{l+1}}^{\text{opt}}, d_{i_l i_{l+1}}) \geq 1 - \varepsilon. \quad (3.9)$$

A (3.8) és a (3.9) formulákban definiált feltételes optimalizálási feladatot két lépésben oldom meg. Az első lépésben adott $\mathfrak{R} = \{i_1, i_2, \dots, i_L\}$ esetén keresem $\mathbf{G}_{\text{opt}} = \{G_{i_1 i_2}^{\text{opt}}, G_{i_2 i_3}^{\text{opt}}, \dots, G_{i_L i_{L+1}}^{\text{opt}}\}$ vektort. A második lépésben adott $\mathbf{G} = \{G_{i_1 i_2}, G_{i_2 i_3}, \dots, G_{i_L i_{L+1}}\}$ mellett keresem $\mathfrak{R}_{\text{opt}} = \{i_1^{\text{opt}}, i_2^{\text{opt}}, \dots, i_{L+1}^{\text{opt}}\}$ útvonalat. Később belátom, hogy a bemutatott eljárások iteratív újrafuttatásával a megoldás polinom időben az optimalizálási feladat globális maximumában áll meg.

3.4.1. Optimális adóteljesítmény beállítása adott lánc esetén

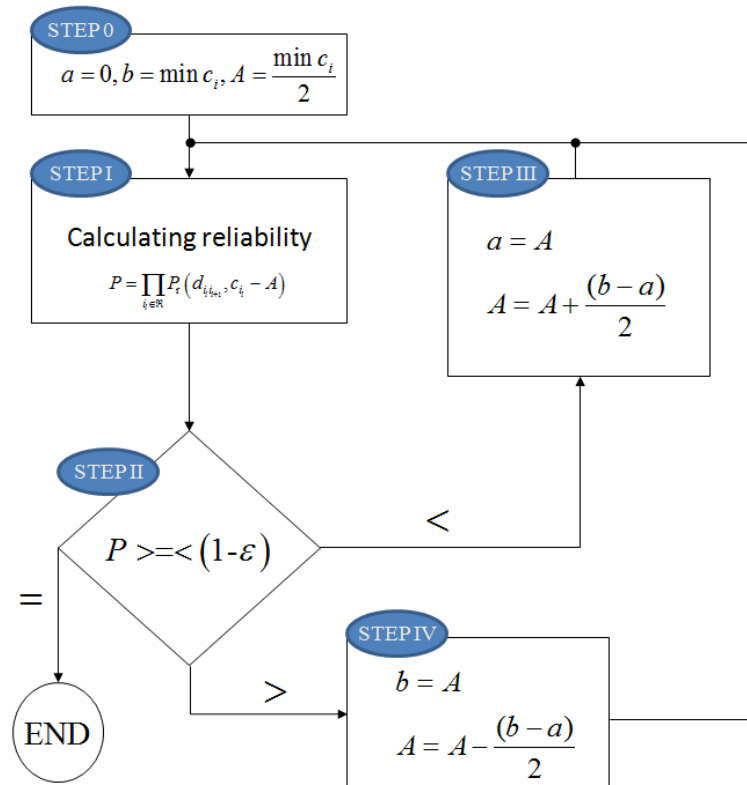
Legyen $\mathfrak{R} = \{i_1, i_2, \dots, i_L\}$ adott útvonal. Az optimális adási energiák megválasztását a következő tétel mondja ki.

Tétel 3.1. *Feltételezve, hogy a csomagtovábbítási útvonal $\mathfrak{R} = \{i_1, i_2, \dots, i_L\}$ az i_1 node-tól a BS-ig adott, akkor $\min_{i_i} (c_i(k) - G_{i_i i_{i+1}})$ csak akkor lehet maximális $(1 - \varepsilon)$ megbízhatósági feltétel mellett, ha a megmaradó energiák megegyeznek a láncon, azaz, ha $c_i(k) - G_{i_i i_{i+1}} = A$ és A kielégíti a következő egyenletet:*

$$\prod_{i_i \in \mathfrak{R}} P_r(c_i - A, d_{i_i i_{i+1}}) = 1 - \varepsilon. \quad (3.10)$$

A tétel bizonyítása az disszertáció 6.2. alfejezetében található.

A (3.10) egyenlet baloldala A függvényében szigorúan monoton csökken. Ezért a (3.10) egyenletnek a megoldása egyértelmű a $[0, \min c_i]$ intervallumon. Ha (3.10)-nek nincs megoldása, akkor nem létezik olyan $\mathbf{G}_{\text{opt}} = \{G_{i_1 i_2}^{\text{opt}}, G_{i_2 i_3}^{\text{opt}}, \dots, G_{i_{L-1} i_L}^{\text{opt}}\}$, amely teljesítené a (3.9)-ben megfogalmazott megbízhatósági feltételt. A szigorú monotonitás miatt (3.10) rendkívül gyorsan megoldható Newton-Raphson típusú kereséssel [58] vagy a 3.6. ábrán bemutatott intervallumfelezési módszerrel.



3.6. ábra. Intervallumfelezési módszer alkalmazása a (3.10) egyenlet megoldására.

A következő alfejezetben abból indulok ki, hogy a (3.10) egyenlet megoldásának következtében

$$G_{i_{l+1}} = c_{i_l}(k) - A, \quad l = 1, \dots, L, \quad (3.11)$$

azaz, hogy az optimális adóenergia a láncon olyan, hogy a megmaradó energiák értéke A -val egyenlő.

3.4.2. Optimális útvonal-kiválasztás visszavezetése Bellman-Ford algoritmusra

Az optimális útvonal megválasztásához keressük meg a legmegbízhatóbb útvonalat $G_i = c_i(k) - A$, $i = 1, \dots, N$ mellett, azaz tegyük fel, hogy a megmaradó A energiamennyiség adott. A legmegbízhatóbb útvonalat jelölje

$$\mathfrak{R}_{\text{REL}} = \arg \max_{\mathfrak{R}} \prod_{i \in \mathfrak{R}} P_r(G_{i_{l+1}}, d_{i_{l+1}}). \quad (3.12)$$

(3.11) behelyettesítésével a (3.12) optimalizálási feladat ekvivalens a következővel:

$$\begin{aligned} \arg \max_{\mathfrak{R}} \prod_{i \in \mathfrak{R}} P_r(c_i - A, d_{i_{l+1}}) &= \arg \max_{\mathfrak{R}} \log \left(\prod_{i \in \mathfrak{R}} P_r(c_i - A, d_{i_{l+1}}) \right) = \\ &= \arg \max_{\mathfrak{R}} \sum_{i \in \mathfrak{R}} \log \left(P_r(c_i - A, d_{i_{l+1}}) \right) = \arg \min_{\mathfrak{R}} - \sum_{i \in \mathfrak{R}} \log \left(P_r(c_i - A, d_{i_{l+1}}) \right). \end{aligned} \quad (3.13)$$

Azaz a legmegbízhatóbb útvonal legrövidebb útkereső algoritmus segítségével megtalálható a következő linkmetrikával:

$$E_{\text{BERA}}(i, j) = \begin{cases} -\log \left(P_r(c_i(k) - A, d_{ij}) \right), & \forall i \neq j \\ \infty, & \text{egyébként} \end{cases}. \quad (3.14)$$

Ezért a legmegbízhatóbb útvonal

$$\mathfrak{R}_{\text{REL}} = \arg \min_{\mathfrak{R}} - \sum_{i \in \mathfrak{R}} \log \left(P_r(c_i - A, d_{i_{l+1}}) \right). \quad (3.15)$$

Bellman-Ford típusú kereséssel [56] adott A érték mellett megtalálható. Alkalmazzuk a (3.1)-ben megfogalmazott Rayleigh modellt és legyen $A = 0$. Ebben az esetben

$$\begin{aligned} \mathfrak{R}_{\text{REL}} &= \arg \min_{\mathfrak{R}} - \sum_{i \in \mathfrak{R}} \log \left(P_r^{\text{Ra}}(c_i, d_{i_{l+1}}) \right) = \arg \min_{\mathfrak{R}} \sum_{i \in \mathfrak{R}} -\log \left(\exp \left\{ \frac{-d_{i_{l+1}}^\alpha \Theta N_0}{c_i} \right\} \right) = \\ &= \arg \min_{\mathfrak{R}} \sum_{i \in \mathfrak{R}} \frac{d_{i_{l+1}}^\alpha \Theta N_0}{c_i}. \end{aligned} \quad (3.16)$$

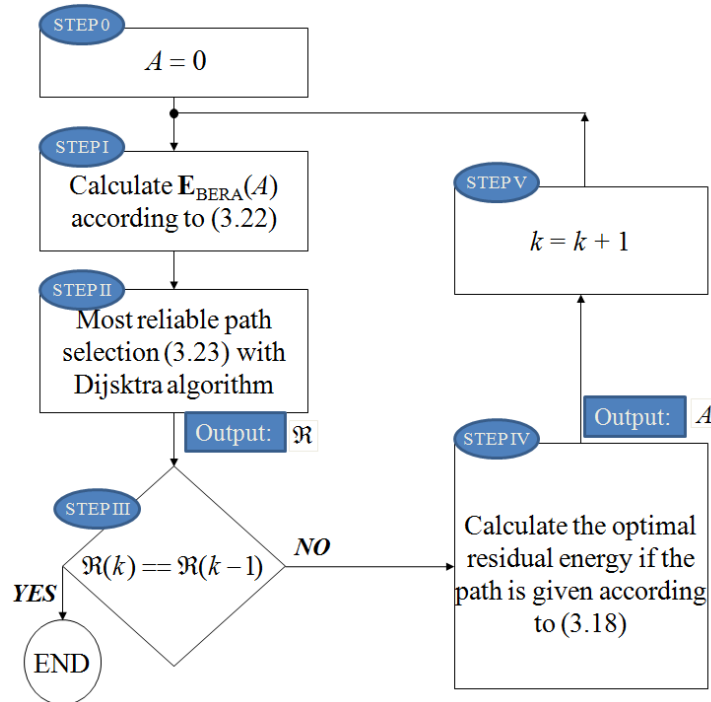
Ez a minimalizálási probléma azonban ekvivalens a (3.3)-ban megfogalmazott feladattal, amely azt jelenti, hogy a PEDAP-PA [19] routing egy speciális esete a legmegbízhatóbb útvonal-kiválasztásnak $A = 0$ mellett. A keresett A nem ismert, de kiszámolható a (3.10)

egyenlet megoldásával, ha \mathfrak{R} és $(1-\varepsilon)$ adott. A keresett \mathfrak{R} sem ismert, azonban (3.15) értelmében legrövidebb útkereső algoritmussal megtalálható, ha ismert A . Ezért oldjuk meg (3.15) útvonalkeresést és (3.10) egyenletet többször egymás után egy tetszőleges (pl.: $A = 0$) kezdeti állapotból. A következő 3.7. ábra ezen algoritmus blokkdiagramját mutatja be. A következő tétel az algoritmus stabilitását és konvergenciáját mondja ki.

Tétel 3.2. Legyen A_k az a sorozat, amelyet a (3.15) és (3.10) k -ik egymás utáni elvégzése ad meg. A_k monoton növekvő és a (3.15), (3.10) egyetlen fixpontjába konvergál. Ezért a BERA algoritmus (3.7. ábra) a globális optimumhoz konvergál.

A tétel bizonyítása az disszertáció 6.2. alfejezetében található meg. A BERA algoritmust a következő lépések valósítják meg:

- 1) Legyen $k = k + 1$ és $A_k = 0$.
- 2) Legyen $E_{ij}(k) = -\log(P_r(d_{ij}, c_i - A_k))$.
- 3) A legmegbízhatóbb $\mathfrak{R}_k : \min_{\mathfrak{R}} \sum_{i_j \in \mathfrak{R}} E_{ij}(k)$ útvonal kiválasztása Bellman–Ford algoritmussal.
- 4) Legyen A_{k+1} , amelyre $\prod_{i_j \in \mathfrak{R}_k} P_r(c_{i_j} - A_{k+1}, d_{i_j, i_{j+1}}) = 1 - \varepsilon$ és $k = k + 1$. Ha $A_k > A_{k-1}$ GOTO (2).
- 5) Ha $A_k > 0$ akkor az optimális megoldásban vagyunk, egyébként nincs megoldás.
- 6) $\mathfrak{R}_{opt} = \mathfrak{R}_k$ és $G_{i_j i_{j+1}}^{opt} = c_{i_j}(k) - A_k$, $l = 1, \dots, L$.



3.7. ábra. A BERA algoritmus.

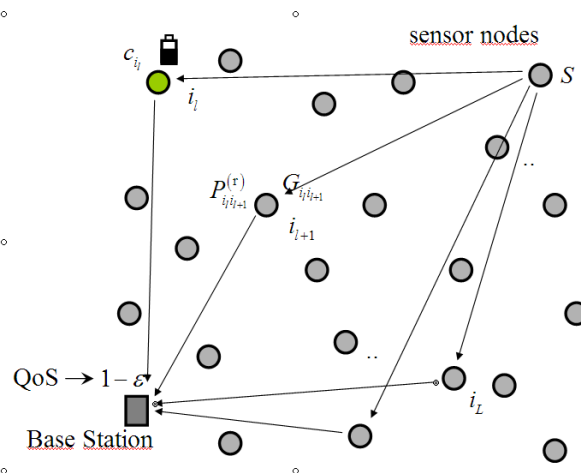
A BERA routing segítségével olyan multihop útvonalak kerülnek kiválasztásra, amely segítségével az energiafogyasztás egyenletesen oszlik el a hálózatban olyan kényszerfeltétel mellett, hogy a csomag BS-re érkezésének valószínűsége nagyobb egy előírt korlátnál.

Az algoritmus komplexitása

A BERA algoritmus lépései polinom időben elvégezhetőek a hálózat N méretének függvényében. A harmadik lépés a legkomplexebb: $\mathcal{O}(N^2)$. A szimulációk alapján kijelenthető, hogy a konvergenciához szükséges iterációk száma Rayleigh fading esetén 3, Rice fading esetén pedig 5-6 függetlenül a hálózat méretétől. Ha teljesen kiegyenlített állapotban van a hálózat (minden node ugyanannyi energiával rendelkezik) akkor az optimális megoldás a legmegbízhatóbb útvonal lesz, így ekkor az algoritmus egy lépésben konvergál. A szimulációkat teljesen kiegyenlített konfigurációból indítottam. Mivel az algoritmus folyamatosan a megmaradó energiák kiegyenlítésére törekszik, ezért az energiaállapotok kvázi egyenletesek lesznek, ami gyors konvergenciához vezet. Ezért a BERA algoritmus komplexitása $\mathcal{O}(N^2)$.

3.4.3. Új algoritmus kooperatív csomagtovábbításra

Az előzőekben bemutatott BERA az optimális multihop láncot használja, azonban nem vizsgálja azt a lehetőséget, hogy ugyanazon csomag több alternatív úton is elérheti a BS-t. Az itt bemutatott kooperatív (COOP) algoritmus [59] egy olyan kétugrásos, több alternatív utat használó routingot (multipath) valósít meg, amely az energiafogyasztás elosztása mellett előírt csomagmegérkezési valószínűséget garantál. A modellt a 3.8. ábra szemlélteti.



3.8. ábra. A COOP routing több, kétugrásos útvonalon juttatja ugyanazon csomagot a BS-re.

A kiterjesztett modellt az 3.8. ábra mutatja meg. A COOP esetén az a cél, hogy találjunk olyan $\mathfrak{S}_{\text{opt}} = \{i_1, i_2, \dots, i_L\}$ kooperáló node halmazt és $\mathbf{G}_{\text{COOP}} = (G_{i_1}, G_1, \dots, G_L)$ átviteli energiákat, amelyekre igaz a következő:

$$\mathfrak{S}_{\text{opt}}, \mathbf{G}_{\text{COOP}} : \arg \max_{\mathfrak{S}, \mathbf{G}} \min_i c_i(k+1), \quad (3.17)$$

az alábbi megbízhatósági feltétel mellett:

$$P(\text{correct reception at BS}) \geq 1 - \varepsilon. \quad (3.18)$$

Annak a valószínűsége, hogy egy adott i_1 forrás és G_{i_1} hozzátartozó átviteli energia esetén a singlehop kommunikáció sikertelen $1 - P_r(G_{i_1}, d_{i_1, \text{BS}})$, ahol $d_{i_1, \text{BS}}$ jelöli a forrás node és a BS közötti távolságot. Adott j relay node-on történő két ugrásos útvonal sikertelensége pedig $(1 - P_r(G_{i_1}, d_{i_1, j})P_r(G_j, d_{j, \text{BS}}))$. Ezért adott \mathfrak{S} relay node halmaz esetén annak a valószínűsége, hogy a csomag egyik úton sem érkezik meg a BS-re kiszámítható és

$$P(\text{correct reception at BS}) = 1 - \left(1 - P_r(G_{i_1}, d_{i_1, \text{BS}})\right) \prod_{j \in \mathfrak{S}} \left(1 - P_r(G_{i_1}, d_{i_1, j})P_r(G_j, d_{j, \text{BS}})\right) \quad (3.19)$$

A fentiek alapján (3.18)-ban megfogalmazott feltétel a következő formulával fejezhető ki:

$$1 - \left(1 - P_r(G_{i_1}, d_{i_1, \text{BS}})\right) \prod_{j \in \mathfrak{S}} \left(1 - P_r(G_{i_1}, d_{i_1, j})P_r(G_j, d_{j, \text{BS}})\right) \geq 1 - \varepsilon. \quad (3.20)$$

A (3.17) optimalizálási problémát a (3.20) kényszer mellett három fázisban oldom meg. Először feltételezem, hogy \mathfrak{S} kooperáló node halmaz és a forrás G_{i_1} átviteli energiája adott, és keresem az optimális \mathbf{G}_{opt} átviteli energiákat (3.20) mellett, amelyre

$$\mathbf{G}_{\text{opt}} : \arg \max_{\mathfrak{S}, \mathbf{G}} \min_{i \in \mathfrak{S}} c_i(k+1). \quad (3.21)$$

Ezután a forrás node optimális $G_{i_1}^{\text{opt}}$ energiáját határozom meg. Végül az optimális $\mathfrak{S}_{\text{opt}}$ kooperáló node halmazt keresem meg.

A kooperatív node-ok átviteli energiájának meghatározása

Legyen \mathfrak{S} kooperáló node halmaz és a G_{i_1} forrás átviteli energia adottak. A cél meghatározni

$$\mathbf{G}_{\text{opt}} = (G_{i_1}, G_1, \dots, G_L). \quad (3.22)$$

energiákat, amelyek maximalizálják a bottleneck node megmaradó energiáját a (3.20) feltétel mellett. Ezen energiák kiszámíthatóak egyetlen egyenlet megoldásával, amelyet a következő tételben fogalmazok meg.

Tétel 3.3. G_{i_1} forrás energia és $1 - \varepsilon$ előírt megbízhatóság feltételezése mellett

$\mathbf{G}_{\text{opt}} = (G_{i_1}^{\text{opt}}, G_1^{\text{opt}}, \dots, G_L^{\text{opt}})$ csak akkor maximalizálja a bottleneck node megmaradó

energiáját, ha a megmaradó energiák az összes relay node-on megegyeznek, azaz ha $A = c_i - G_i$, $\forall i \in \mathfrak{S}$ és igaz a következő egyenlet:

$$\left(1 - P_r(G_i, d_{iBS})\right) \prod_{j \in \mathfrak{S}} \left(1 - P_r(G_i, d_{ij}) P_r(G_j, d_{jBS})\right) = \varepsilon. \quad (3.23)$$

A tétel bizonyításáért lásd [59] saját irodalmat.

A forrás node átviteli energiájának meghatározása

A következőkben \mathfrak{S} kooperáló node halmaz feltételezése mellett kell meghatározni a

$$\mathbf{G}_{\text{opt}} = (G_i^{\text{opt}}, G_1^{\text{opt}}, \dots, G_L^{\text{opt}}) \quad (3.24)$$

energiákat, amelyek maximalizálják a bottleneck node megmaradó energiáját a (3.20) feltétel mellett. A következő állítás fogalmazza meg, hogy miként tehetjük ezt meg.

Tétel 3.4. *Adott $1 - \varepsilon$ előírt megbízhatóság feltételezése mellett $\mathbf{G}_{\text{opt}} = (G_i, G_1, \dots, G_L)$ csak akkor maximalizálja a bottleneck node megmaradó energiáját, ha a megmaradó energiák a forrás node-on és az összes relay node-on egyaránt megegyeznek, azaz ha $A = c_v - G_v$, $\forall v \in \mathfrak{S}$, $A = c_i - G_i$ és igaz a következő egyenlet:*

$$\left(1 - P_r(c_i - A, d_{iBS})\right) \prod_{j \in \mathfrak{S}} \left(1 - P_r(c_i - A, d_{ij}) P_r(c_j - A, d_{jBS})\right) = \varepsilon. \quad (3.25)$$

A 3.4. tétel bizonyítása az [59] irodalomban található. Az optimális megmaradó energia A kiszámítható az 3.6. ábrán bemutatott intervallumfelezési módszerrel. A tétel szerint, az optimális átviteli energiák ismertek A mellett:

$$A = c_v - G_v^{\text{opt}}, \quad \forall v \in \mathfrak{S} \cup \{i_1\}. \quad (3.26)$$

Az optimális relay halmaz megválasztása

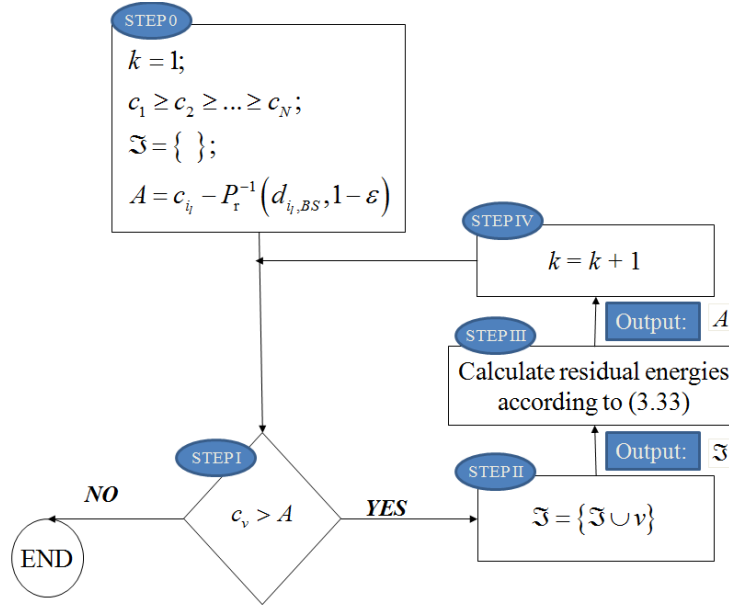
Az eddigiekben feltételeztük, hogy adott \mathfrak{S} kooperáló node halmaz, ezért egy olyan algoritmus kerül bemutatásra, amely optimális $\mathfrak{S}_{\text{opt}}$ kooperáló node halmazt választ ki.

Jelölje a \mathfrak{S} relay halmazhoz tartozó optimális megmaradó energiát $A(\mathfrak{S})$, amely a (3.24) értelmében $A(\mathfrak{S}) = c_v - G_v^{\text{opt}}$, $\forall v \in \mathfrak{S} \cup \{i_1\}$ és kiszámítható a (3.25) segítségével. Ezen jelölések mellett a megoldást az 3.9. ábrán bemutatott algoritmus adja, amelynek konvergenciáját a következő tétel fogalmazza meg.

Tétel 3.5. *A COOP algoritmus (3.9. ábra) az optimális relay node halmazhoz konvergál, amely maximalizálja a (3.17)-ben megfogalmazott költségfüggvényt a (3.20) feltétel mellett.*

A tétel bizonyítása [59]-ben megtalálható. A COOP routing a következő algoritmussal foglalkozható össze:

- 1) Legyen $\mathfrak{S}_1 = \{ \}$. Jelölje $A(\mathfrak{S}_1)$ a forrás i_1 node megmaradó energiáját abban az esetben, ha a forrás közvetlenül a BS-be küldi a csomagját. Legyen $k = 1$.
- 2) Ha $\forall v$ node, amelyre $c_v > A_{\mathfrak{S}_k}$ akkor GOTO (4).
- 3) Jelölje i , azt a node-ot, amelyre teljesül, hogy $i = \arg \max_v \{c_v \mid c_v > A_{\mathfrak{S}_k}\}$. Legyen $\mathfrak{S}_{k+1} = \mathfrak{S}_k \cup \{i\}$ és $k = k + 1$. GOTO (2).
- 4) Ha $A_{\mathfrak{S}_k} > 0$, akkor END, egyébként nincs megoldás.



3.9. ábra. A COOP algoritmus.

Az algoritmus komplexitása

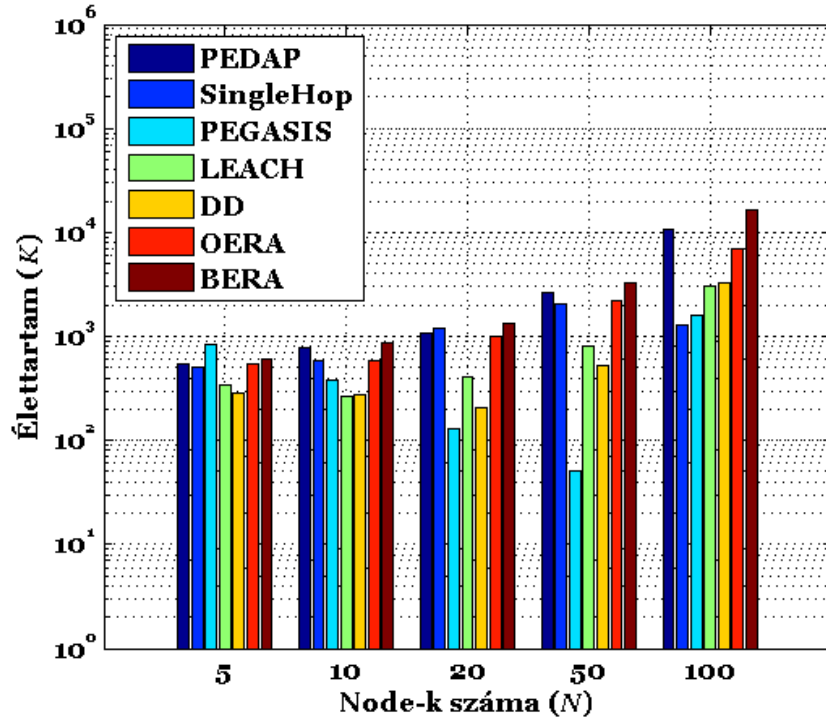
A COOP algoritmus elvégéz egy sorbarendezést, majd minden node esetén egy darab összehasonlítást végez. A legkomplexebb művelet a sorbarendezés, így a COOP komplexitása $O(N \log N)$, ahol N a node-ok száma.

3.4.4. Az új algoritmusok teljesítőképességének analízise

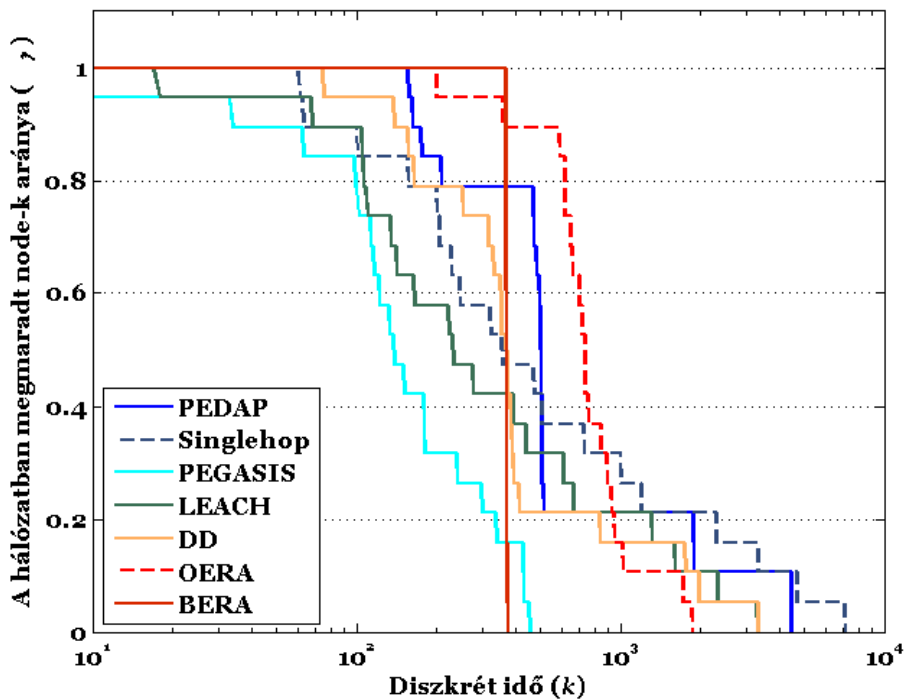
Az előző alfejezetek alapján kijelenthető, hogy az új routing algoritmusok optimálisak energiaki egyenlítés szempontjából. Ahhoz, hogy ezeket az eredményeket szimulációkkal is alátámasszam, az új módszereket (BERA, COOP) a következő hagyományos protokollokkal hasonlítottam össze: Single hop, LEACH [17], DD [16], PEGASIS [20], PEDAP-PA [19], OERA [22]. A szimulációs eredmények alapján kiderült, hogy az új routing protokollok a hálózat élettartamát (az első node lemerülésének időpontja) szignifikánsan megnövelték. A rádiós modul paramétereit a Mica2 [52] specifikációja alapján állítottam be. A node-okat egy $100m \times 100m$ területen egyenletesen véletlen eloszlás szerint helyeztem el, ahol a fadinget jellemző csillapítási tényező $\alpha = 2$ volt. Az élettartamot az bottleneck node lemerülési idejeként definiáltam.

A BERA algoritmus teljesítőképessége

A 3.10. ábra 100 db teszt eredményének átlagos teljesítőképességét ábrázolja. A diagramon látszik, hogy a BERA protokoll használatával magasabb élettartam biztosítható a hálózat számára.



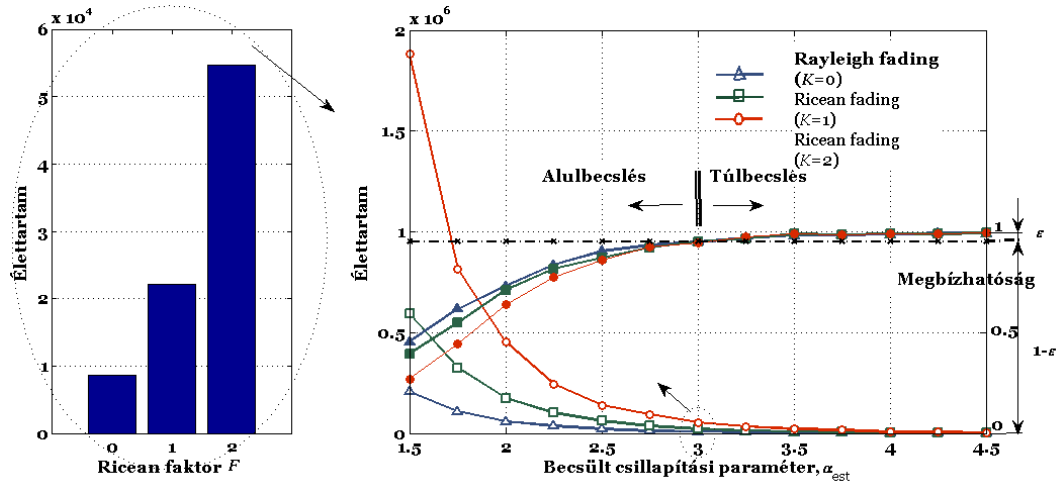
3.10. ábra. A vizsgált protokollok átlagos teljesítőképessége.



3.11. A hálózatban működő node-ok aránya a node-ok számához képest.

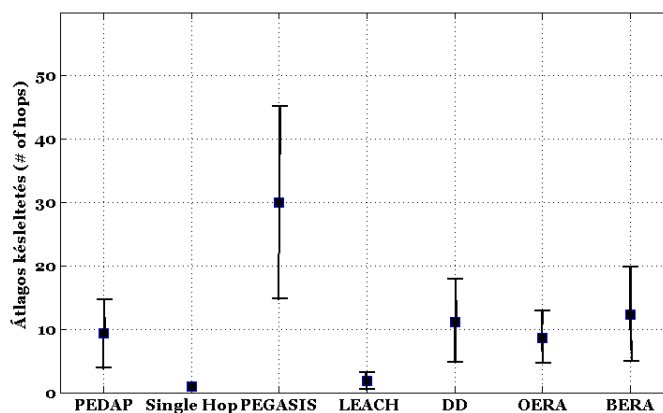
A 3.11 ábra a BERA energiakiiegyenlítő hatását szemlélteti. A hagyományos módszerek esetén a node-ok különböző élettartammal rendelkeznek, amíg a BERA-nak sikerül a hálózat node-jait egyszerre lemeríteni.

A 3.12. ábrán az új BERA protokoll érzékenységet mutatom be a csillapítási paraméter becslési hibájának függvényében. Alulbecslés esetén a megbízhatóság romlik, de az élettartam növekszik, míg felülbecslésnél fordítva. A szimulációkból az is kiderült, hogy a Rice fading esetén magasabb élettartam érhető el a hálózat számára.



3.12. ábra. Élettartam a becslött csillapítási paraméter függvényében BERA protokoll esetén.

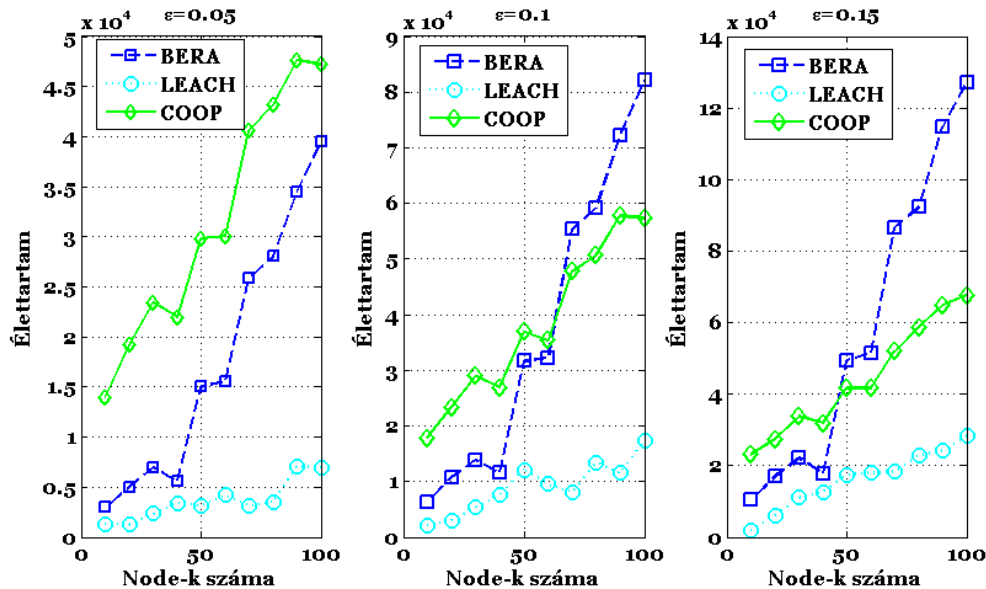
A 3.13. ábra ábrázolja a vizsgált protokollok end-to-end késleltetését, ahol a BERA a hagyományos multihop módszerekkel azonosan viselkedik. A BERA hasonlóan a több multihop útvonalkereső protokollhoz is Bellmann-Ford alapú kereséssel működik. Mivel sem a standard, sem pedig a BERA célja nem volt a késleltetés minimalizálása vagy biztosítása, ezért a késleltetés bemutatása csupán illusztráció. Ugyanakkor, a modell kiterjeszhető olyan módosított Bellmann-Ford kereséssel, ahol kritérium, az hogy az ugrások (hop) száma ne legyen nagyobb egy előírt értéknél. Ezen feltétel melletti keresés komplexitása magasabb, $O(N^3)$.



3.13. ábra. A vizsgált protokollok end-to-end késleltetése.

A COOP algoritmus teljesítőképessége

A COOP protokollt a legjobban teljesítő BERA protokollal hasonlítottam össze különböző megbízhatósági kritériumok esetén. A 3.14. ábrán látható, hogy nagy $(1-\varepsilon)$ elvárás esetén, a COOP algoritmussal magasabb élettartam érhető el a BERA vagy a hagyományos LEACH protokollokhoz képest. Alacsony megbízhatósági feltétel esetében jobb megoldás az új BERA protokoll.



3.14. ábra. A COOP algoritmus teljesítőképessége a megbízhatósági kritérium függvényében.

3.5. Összefoglalás

A fejezet először összefoglalta a vezeték nélküli multihop hálózatokra kidolgozott energiafogyasztást minimalizáló routing protokollokat. Ezt követően új megbízhatóság alapú routing algoritmusok kerültek bemutatásra, ahol az energiafogyasztás mértékét a legkisebb energiával rendelkező node megmaradó energiájának maximumával definiáltam. Így az új módszernek sikerült szignifikánsan megnövelni a hálózat élettartamát. Az új protokollok keskenysávú fading csatornák (Rice, Rayleigh) figyelembevételével választják ki az optimális útvonalakat és átviteli energiákat. A BERA algoritmus esetén sikerült olyan multihop útvonal-kiválasztási algoritmust kifejleszteni, amely az élettartam maximalizálásán felül adott QoS megbízhatósági kényszerfeltétel mellett képes a csomagokat a BS-re juttatni. Ugyanezt a célt valósítottam meg a COOP algoritmussal, amely több, maximum kétugrásos alternatív utat használ abban az esetben, ha a megbízhatósági kritérium magas. Az új algoritmusok így a hálózat méretének függvényében bizonyítottan polinomiális komplexitásúak, ezért akár több száz node esetén is valós idejű használatra alkalmasak.

*Negyedik Fejezet***ENERGIAÉRZÉKENY CSATORNA-HOZZÁFÉRÉSI
PROTOKOLLOK AD-HOC HÁLÓZATOK RÉSZÉRE**

A negyedik fejezet foglalkozik a vezeték nélküli közeg-hozzáférési módszerek optimalizálásával, különös tekintettel az energiafogyasztásra. A bevezetés, a technológiai motiváció és az elért eredmények tárgyalása után olyan új szinkron és aszinkron protokollokat mutatok be, amelyek adott késleltetés garantálása mellett képesek az energiafogyasztást minimalizálni.

4.1. Bevezetés, technológiai motiváció és nyitott kérdések

Az előző fejezetben olyan új routing algoritmusok kerültek bemutatásra, amelyek jelentősen csökkenthetik a hálózat energiafogyasztását, és ezáltal növelhetik annak élettartamát. Ugyanakkor a hálózat energiafogyasztását a routing mellett nagyban befolyásolja a közeg-hozzáférési módszer (Medium Access Control – MAC), hiszen a MAC protokoll ütemezi a node-okat, hogy mikor és hogyan csatlakozzanak egymáshoz. Az ad-hoc és szenzor hálózatoknál különösen fontos energiahatékonyságot a legnagyobb mértékben az „altatási” (sleeping) protokoll határozza meg, mivel egy node aktív és altatott állapota között egy nagyságrendi különbség van [60]. Ezért, a cél olyan MAC tervezése, ahol a node-ok sokat „alszanak”, ami ezáltal hatással lesz az adatátvitel késleltetésre. Ugyanakkor a különböző alkalmazásoknak különböző típusú forgalmi és QoS követelményei vannak, amelyek a késleltetésre vonatkozóan más típusú igényt definiálnak. Ezért ebben a fejezetben megvizsgálom a vezeték nélküli közeghozzáférés megoldásait az elvárt késleltetés függvényében különös tekintettel az energiafogyasztásra. Külön vizsgálom azt az esetet, amikor a node-ok óraszinkronban vannak, illetve azt az esetet, amikor az olcsó eszközök instabil oszcillátorai miatt a szinkron nem biztosítható energiahatékonyan.

A hálózat működése

A fejezet a WSN-re fókuszál, ahol a legfőbb kommunikációs mintázat az adatbegyűjtés (convergecast) [61], azaz minden node a BS-re szeretné a csomagokat eljuttatni. A fejezetben a következő feltételezésekkel éltem:

- determinisztikus (idővezérelt vagy kérdésvezérelt) forgalmi modellnél TDMA ütemezés alapú MAC protokoll működik;
- determinisztikus forgalmi esetben adott csomagmennyiség begyűjtése után egy előredefiniált késleltetésen belül a BS-re kell juttatni.
- véletlen (eseményvezérelt) forgalom esetén versengéses (aszinkron) MAC működik;

- véletlen forgalmi esetben a keletkezett csomagnak adott időn belül a BS-re kell jutnia.
- a node-ok pozíciója fix vagy stationer;
- a node-ok nem képesek singlehop úton eljuttatni a csomagokat, így kénytelenek multihop kommunikációt használni, ahol a csomagtovábbítási séma adott;
- Egy topológia felderítésért felelős protokoll begyűjti a szomszédsági viszonyokra vonatkozó információkat.
- TDMA ütemezése esetén a szinkronizációt adottnak tételezem fel (pl. FTSP [62]).

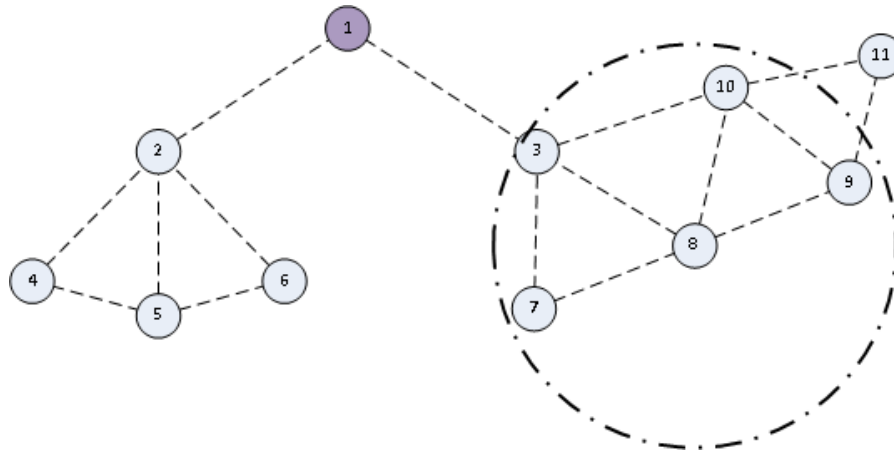
Az előző fejezetben kiderült, hogy a routing nagyban befolyásolja, hogy melyik node mennyit fogyaszt, hiszen ez a protokoll választja ki a csomagok útvonalait. Ugyanakkor jelentős energia takarítható meg a node-ok alvó állapotba küldésével, amelyet a hálózati réteg alatti MAC vezérel [63]. A MAC protokoll energiahatékony tervezésénél különösen fontos (i) az ütközés, (ii) az áthallás (overhearing) és (iii) a hallgatóság (idle listening) elkerülése. TDMA ütemezés segítségével elkerülhető a (i) és (ii), azonban alacsony stabilitású órák esetén nem lehetséges pontosan ugyanabban az időpillanatban bekapcsolni a vevő node-ot, amelyikben az adó a csomagot elküldi, ezért (iii) még a μs pontosságot elérő FTSP [62] esetén is jelen lesz. Ezért szinkron protokollok esetén is olyan módon terveznek meg egy slotot, hogy annak hossza egy várakozási idővel (guard time) nagyobb legyen, mint a csomag hossza [64,65]. A fentiek alapján a MAC szintjén, az energiafogyasztás és a késleltetés egymásnak ellentmondó metrikák. Ezért lényeges az olyan MAC protokollok vizsgálata, ahol a két mérték közös vizsgálat tárgya. BSN [66] vagy pozíció-meghatározási [67] alkalmazásoknál különösen fontos, hogy adott késleltetés mellett minimális energiafogyasztású hálózat biztosítsa az adatbegyűjtést. A következő fejezetben a MAC protokollokat és fent vázolt kihívásait matematikailag is formalizálom.

4.2. A csatorna-hozzáférés modellje és az új probléma megfogalmazása

Legyen adott egy $G=(V,E)$ hálózat, ahol $V=\{v_1,v_2,\dots,v_N\}$ csúcsok jelölik a node-ok halmazát, és E a kommunikációs linkek halmazát. Ha $\{v_i,v_j\}\subseteq V$, akkor $e=(v_i,v_j)\in E$ akkor és csak akkor, amennyiben v_j node adótávolságnyira van v_i node-tól. Legyen a $G=(V,E)$ gráfhoz tartozó *szomszédsági mátrix* \mathbf{A} (a dimenziója $N\times N$):

$$\mathbf{A}=\left[a_{ij}\right]_{i,j=1,\dots,N}, \quad (4.1)$$

ahol $a_{ij}=1$, ha $e=(v_i,v_j)\in E$. A fentiek alapján a fejezet feltételezése szerint a node-ok azonos adótávolsággal rendelkeznek, a linkek szimmetrikusak és megbízhatóak (nincs csomagvesztés). Ezért \mathbf{A} egy szimmetrikus bináris mátrix, amely leírja a hálózat szomszédsági viszonyait. Ezen információ kiszámítható mérések vagy általános fading modellek segítségével [21,24].

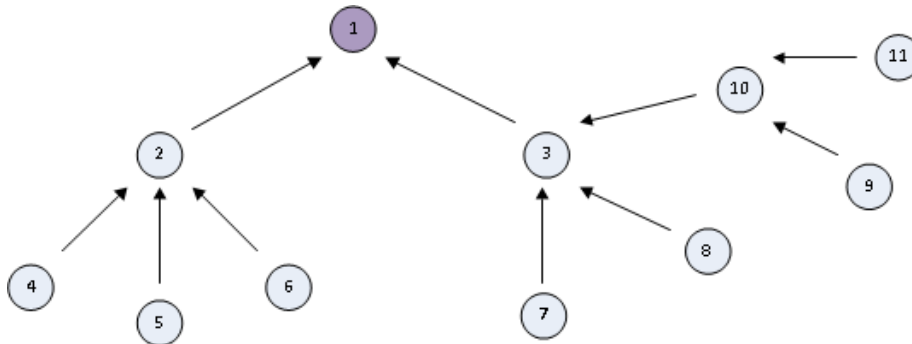


4.1. ábra. Egy példa hálózathoz tartozó topológia.

Legyen BS az 1-gyel jelölt node, ahova adott idő alatt szeretnénk begyűjteni az adatokat minimális energiafogyasztással. A közeg-hozzáférési probléma megoldásához egy additív linkmérték alapú routingtól feltételezünk (Pl.: Bellman-Ford alapú proaktív routing [56]), ahol egy node egy adott szülő node-nak sugároz minden csomagot. Jelölje a routing algoritmus által meghatározott útvonalakat $N \times N$ dimenziós \mathbf{R} routing mátrix:

$$\mathbf{R} = [r_{ij}]_{i,j=1,\dots,N}, \quad (4.2)$$

ahol $r_{ij} = 1$, ha v_j node-hoz tartozó szülő node v_i (ha v_j node csomagot továbbít, akkor azt v_i node-nak küldi). Az \mathbf{R} routing mátrix egyértelműen meghatározza a szülő node-okat, ezért ha ismerjük, hogy mely node-ok adnak egy adott időpillanatban, akkor megállapítható, hogy mely node-ok kapják ezeket a csomagokat.



4.2. ábra. Additív link metrika alapú routing.

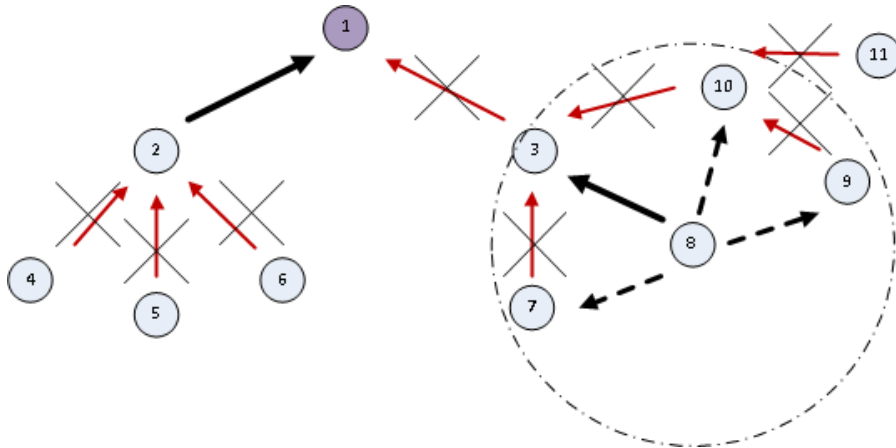
Az erőforrásoknak a legnagyobb félrehasználását az ütközés okozza, hiszen ekkor az energiafogyasztás és a késleltetés egyaránt nő. Ezért cél az ütközések elkerülése, melynek biztosításához a protokoll interferencia modellt használtam [68], azaz:

- adott node egyszerre nem adhat és vehet (half-duplex);
- adott node egyszerre csak egy csomagot adhat vagy vehet (single packet radio);
- ha egy v_i node csomagot fogad v_j node-tól, akkor a $v_i \neq v_j$ node nem továbbíthat csomagot, ha az ütközési tartomány [69] része v_i .

A triviális megoldás, hogy minden node különböző időpontokban sugározza csomagját, azonban vezeték nélküli hálózatokban az interferencia (és így az ütközési) tartományok végesek. Így lehetőség nyílik, több párhuzamos adatátvitelre, amely szignifikánsan csökkentheti a késleltetést (az adatbegyűjtés idejét). A fenti felsorolás alapján, legyen az *interferencia mátrix*:

$$\mathbf{F} = \mathbf{A}^2 + \mathbf{A} - \text{diag}(\mathbf{A}^2 + \mathbf{A}). \quad (4.3)$$

Ez a számítás a protokoll modellnek [68] megfelelően $\mathbf{F} = [f_{ij}]_{i,j=1,\dots,N}$, ahol $f_{ij} = 1$, ha az i -ik node nem adhat a j -ik node-dal párhuzamosan egy időben. Az 4.3. ábra szemlélteti az interferencia miatt elszenvedett korlátozásokat adott node esetén.



4.3. ábra. Interferencia miatt elszenvedett korlátozások a 8-ik node adása esetén.

Az 4.3. ábrán látható tiltott csomagtovábbításokat a következő felsorolás foglalja össze:

- a vevő node (3) csomagot továbbít;
- a vevő node-nak más node továbbít csomagot (7 vagy 10);
- olyan node ad (7, 9 vagy 10), amelyik ütközési tartományába esik a vevő node (3);
- ha a küldő node (8) olyan ütközési tartománnyal rendelkezik, amelyik tartalmazza más küldő node (11) vevőjét (10).

A forgalmi modellt illetően determinisztikus esetben adott időnként

$$\mathbf{x} = (x_1, x_2, \dots, x_N) \quad (4.4)$$

csomag keletkezik az $(1, 2, \dots, N)$ node-okon, amelyeket a BS-re kell juttatni.

Az ütemezési probléma új megfogalmazása

Adott \mathbf{A} szomszédság, \mathbf{R} routing, \mathbf{F} interferencia és \mathbf{x} forgalom mellett legyen az *ütemezési mátrix*:

$$\mathbf{S} = [s_{il}]_{i=1,\dots,N, l=1,\dots,L} \quad (4.5)$$

$N \times L$ dimenziós mátrix, ahol $s_{il} = 1$, ha az i -ik node csomagot továbbít a k -ik ütemben. Jelölje $\mathbf{s}(k) = (s_1(k), s_2(k), \dots, s_N(k))^T$ N dimenziós vektor az aktuális csomagtovábbítást, ahol $s_i(k) = 1$, ha az i -ik node csomagot továbbít a k -ik ütemben és 0 egyébként. A $\mathbf{z} = \sum_k \mathbf{s}(k)$ i -ik eleme azon csomagok száma, amit az i -ik node-nak továbbítania kell. Legyen a *forgalmi vektor* az $\mathbf{y}(k) = (y_1(k), y_2(k), \dots, y_N(k))$, ahol $y_i(k)$ jelöli i -ik node-on várakozó csomagok számát a k -ik ütemben. Ekkor a forgalmi átmeneti szabály csomagvesztéséget feltételezve a következő rekurzióval írható le:

$$\mathbf{y}(k+1) = [\mathbf{y}(k) - \mathbf{s}(k)]^+ + \mathbf{s}(k)\mathbf{R}, \quad (4.6)$$

ahol $[\cdot]^+$ operátor azt jelzi, hogy negatív mennyiségű csomag nem várakozhat.

A hagyományos algoritmusok az L ütemezési idő vagy a ki- és bekapcsolások száma által meghatározott energiafogyasztás alapján optimalizálnak. Az energiafogyasztás nagymértékben meghatározza az előző fejezetben tárgyalt routing algoritmust, hiszen ez dönti el, hogy a csomagok mely node-okon keresztül jutnak el a BS-re. Ugyanakkor egy node nem elhanyagolható extra energiát fogyaszt állapotváltásnál (Mica2 node-ok esetén egy állapotváltás $22\mu\text{J}$ energiát vesz igénybe). Ezért ütemezés szintjén a minimális energiafogyasztás ekvivalens azzal, hogy az összes node ki- és bekapcsolásának száma minimális. Mivel tetszőleges i esetén $s_{il} = 0, s_{i(l+1)} = 1$ bekapcsolást és a $s_{il} = 1, s_{i(l+1)} = 0$ kikapcsolást jelent, a minimális energiafogyasztás problémája formálisan a következőképpen adható meg:

$$\mathbf{S}^{\text{opt}} = \arg \min_{\mathbf{s}} \sum_{i=1}^N \sum_{l=1}^{L-1} s_{il} + s_{i(l+1)} - 2s_{il}s_{i(l+1)}. \quad (4.7)$$

Érvényes ütemezéshez az alábbi kényszerfeltételeknek is teljesülniük kell:

1. Nincs ütközés, azaz

$$s_{il} = 1, s_{jl} = 1 \rightarrow f_{ij} = 0, \forall i, \forall j, \forall l. \quad (4.8)$$

2. Minden node annyi csomagot küld, amennyi \mathbf{R} és \mathbf{x} adatokból következik:

$$\sum_{l=1}^L s_{il} = z_i, \forall i. \quad (4.9)$$

3. Egy node csak akkor ad, ha várakozik csomag rajta, azaz:

$$s_{ik} = 1 \rightarrow y_i(k) \neq 0, \forall i, \quad (4.10)$$

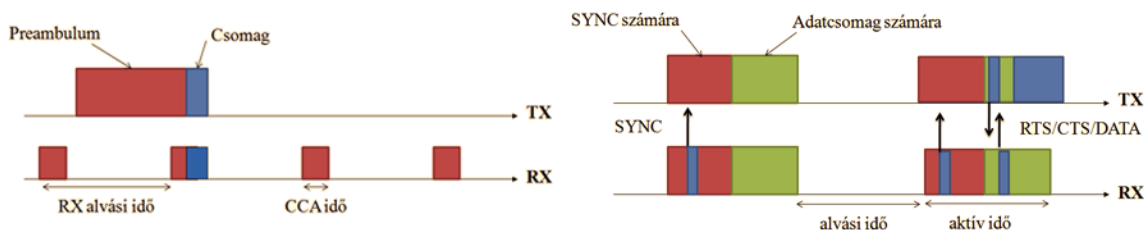
ahol $y_i(k)$ a (4.8)-ban definiált forgalmi vektor i -ik eleme.

4.3. Eddig elért eredmények

Ezen alfejezet az energiaérzékeny csatorna-hozzáférési protokollok legfontosabb eredményeit mutatja be.

4.3.1. Versengés alapú csatorna hozzáférési-módszerek – B-MAC, S-MAC

A B-MAC [26] egy olyan versengés alapú csatorna-hozzáférési protokoll, amely a Mica2 node-ok szabványaként terjedt el. B-MAC esetén a küldő egy hosszú Preambulum üzenetet illeszt a csomag elé, amely a megbízható kommunikáció érdekében hosszabb, mint a vevő alvási ideje. Ugyanakkor ez a protokoll a ritka, de nagy forgalom esetén hatékony, hiszen kis csomagméret esetén hatalmas a Preambulum miatti extra energiafogyasztás. További nehézséget jelent az is, hogy a rejtett terminál problémáját nem oldja meg a B-MAC [70,71]. Egy másik versengés alapú szabvány az S-MAC [25], amelyben a szomszédos node-ok periodikusan szinkronizálnak egymáshoz. S-MAC esetén minden node adott ütemenként RX állapotba kapcsol és várakozik, hogy a szomszédos node-ok hozzászinkronizáljanak, illetve, hogy adatot küldjenek. Így az aktív állapot két intervallumra osztható: egy szinkronizációs részre, ahol minden szomszédos node a vevőhöz szinkronizál és egy adatkommunikációs részre, ahol az RTS/CTS alapú protokoll segítségével elkerülhetőek az ütközések. Azaz, a B-MAC protokollhoz hasonlóan, az S-MAC protokollnál is az alvó periódus hosszával állítható be a keret hossza, valamint az úgynevezett aktív/inaktív arány (duty cycle).



4.4. ábra. A B-MAC (jobb oldal) és az S-MAC (bal oldal) protokollok.

Ugyanakkor a bemutatott protokollok nem foglalkoznak az energiafogyasztás minimalizálásával adott end-to-end késleltetés garantálása mellett. A következő fejezetben olyan – szinkron – ütemezésen alapuló megoldások kerülnek bemutatásra TDMA rendszerek számára, ahol a hálózati topológia és forgalmi viszonyok határozzák meg az optimális MAC-t.

4.3.2. Minimális ütemezési idő és energiafogyasztás alapú TDMA protokollok

Több node esetén kihívást jelent, hogy mekkora legyen a TDMA frame és hogy, mi legyen az ütemezés (melyik linkhez melyik slot tartozzon). Az [28]-ban bemutatott Varaiya TDMA ütemezése a késleltetés (ütemezési idő) minimalizálásával foglalkozik a 4.2. alfejezetben bemutatott modell értelmében. Adott routing és forgalom mellett kiszámítható a 4.2. alapján a z kumulált forgalom, amely azt reprezentálja, hogy egy node-nak hány csomagot kell továbbítania. Varaiya módszere adott R routing, F

interferencia és \mathbf{z} kumulált forgalom mellett minimális idejű ütemezést keres, azaz a (4.8-4.10) feltétel mellett

$$\mathbf{S}^{\text{Var}} = \arg \min_{\mathbf{s}} L. \quad (4.11)$$

Az [28]-ban bemutatott módszer két fázisra bontható. Először, az interferencia gráf alapján tetszőleges színezési algoritmussal (lásd pl.: [72]) különböző színeket rendel az egyes node-okhoz olyan módon, hogy a színek száma minimális legyen. Ezután egy olyan ütemezési megoldást épít fel, ahol egy ütembe belekerülnek a csomaggal rendelkező azonos színű node-ok, illetve azok is, amelyek nem azonos színűek, de az interferencia gráf alapján nem zavarják az ütembe már belekerült node-okat. Ugyanakkor a módszer nem foglalkozik a ki- és bekapcsolások számának minimalizálásával, amely szignifikánsan befolyásolja az energiafogyasztást.

Az [29]-ban tárgyalt Goldsmith módszerrel minimális energiafogyasztású ütemezés valósítható meg, azaz:

$$\mathbf{S}^{\text{Gold}} = \arg \min_{\mathbf{s}} \sum_{i=1}^N \sum_{l=1}^{L-1} s_{il} + s_{i(l+1)} - 2s_{il}s_{i(l+1)}, \quad (4.12)$$

Az algoritmus először a levelek csomagtovábbítását ütemezi, majd ha ezek minden csomagot továbbítottak, akkor ezeket a node-kat elhagyva a gráfból megismétlődik a folyamat. A Goldsmith módszerrel megvalósul a burst adatátvitel, hiszen a node-ok az összes továbbítandó csomagot egyszerre adják át. A fentiek alapján a tradicionális módszerek olyan TDMA megoldásokat használnak, amelyek vagy az energiafogyasztást [29], vagy pedig a késleltetést [28] minimalizálják. Ezért a következő fejezet olyan új TDMA protokollt mutat be, amely adott késleltetés mellett minimalizálja az energiafogyasztást.

4.4. Új minimális energiafogyasztáson alapuló TDMA ütemezés

Az alfejezetben új TDMA ütemezés kerül bemutatásra, amellyel a hálózat minimális energiát fogyaszt olyan kényszerfeltétel mellett, hogy a keletkezett csomagoknak el kell jutniuk a BS-re L időrés alatt. Adott \mathbf{A} , \mathbf{R} , \mathbf{F} és \mathbf{x} mellett, keresem \mathbf{S} ütemezési mátrixot, amelyre teljesülnek a következők:

1. minimális az energiafogyasztás;
2. a keret hossza nem nagyobb L slot-nál;
3. nincs ütközés;
4. minden annyi csomagot ad, amennyit a forgalomból és a routingból következik;
5. csak akkor ad egy node, ha várakozik csomag rajta.

A fentiek alapján legyen az új ütemezés neve multihop aperiodikus ütemezés (Multihop Aperiodic Scheduling – MAS), amelyet formálisan a következő optimális $N \times L$ dimenziójú \mathbf{S}^{MAS} mátrix ad meg:

$$\mathbf{S}^{\text{MAS}} = \arg \min_{\mathbf{s}} \sum_{i=1}^N \sum_{l=1}^{L-1} s_{il} + s_{i(l+1)} - 2s_{il}s_{i(l+1)}, \quad (4.13)$$

a (4.8-4.10) kényszerfeltételek mellett. A megoldás reprezentációja miatt (dimenziószám) a késleltetési, azaz 2. feltétel biztosan teljesül.

4.4.1. Ütemezés, mint kvadratikus optimalizálás

Az eredeti kombinatorikus optimalizálási probléma komplexitása $\mathcal{O}(2^{N \cdot L})$, ezért olyan kvadratikus problémává alakítom (4.13)-t, hogy az polinom időben is megoldhatóvá váljon. Jelölje \mathbf{S}^{MAS} mátrix oszlopfolytonos reprezentációját $NL \times 1$ \mathbf{s} vektor, ahol $s_i = s_{\lceil i/N \rceil, \text{mod}(i-1, N)+1}$. Kvadratikus optimalizálás esetén egy olyan optimális \mathbf{s}_{opt} vektort keresünk, ahol

$$\mathbf{s}_{\text{opt}} = \arg \min_{\mathbf{s}} \mathbf{s}^T \mathbf{W} \mathbf{s} - 2\mathbf{s}^T \mathbf{b} \quad (4.14)$$

ahol \mathbf{W} egy $NL \times NL$ dimenziós mátrix, \mathbf{b} pedig egy $NL \times 1$ dimenziós vektor. A következőben a fenti formulára vezetem vissza a (4.13)-ban definiált kényszeres optimalizálási feladatot.

Költségfüggvény

A költségfüggvény $\sum_{i=1}^N \sum_{l=1}^{L-1} s_{il} + s_{i(l+1)} - 2s_{il}s_{i(l+1)}$, ezért keresem azt a $(\mathbf{W}_0, \mathbf{b}_0)$ mátrixot és vektort, amelyre

$$\sum_{i=1}^N \sum_{l=1}^{L-1} s_{il} + s_{i(l+1)} - 2s_{il}s_{i(l+1)} = \mathbf{s}^T \mathbf{W}_0 \mathbf{s} - 2\mathbf{s}^T \mathbf{b}_0. \quad (4.15)$$

Könnyen belátható, hogy

$$\mathbf{W}_0 = \begin{pmatrix} \mathbf{0}_{N \times N} & -\mathbf{I}_{N \times N} & \mathbf{0}_{N \times N} & \cdots & \mathbf{0}_{N \times N} \\ -\mathbf{I}_{N \times N} & \mathbf{0}_{N \times N} & -\mathbf{I}_{N \times N} & \cdots & \mathbf{0}_{N \times N} \\ \mathbf{0}_{N \times N} & -\mathbf{I}_{N \times N} & \ddots & \ddots & \vdots \\ \vdots & \vdots & \ddots & \ddots & -\mathbf{I}_{N \times N} \\ \mathbf{0}_{N \times N} & \mathbf{0}_{N \times N} & \cdots & -\mathbf{I}_{N \times N} & \mathbf{0}_{N \times N} \end{pmatrix}, \quad \mathbf{b}_0 = - \begin{pmatrix} 0.5 \\ 1 \\ \vdots \\ 1 \\ 0.5 \end{pmatrix}, \quad (4.16)$$

ahol $\mathbf{I}_{N \times N}$ az $N \times N$ dimenziós egységmátrix.

Büntető függvények

A következőkben a (4.8)-(4.10) kényszerfeltételeket függvényekké alakítom át, olyan módon, hogy a függvények minimumai zérusok legyenek a kényszerek teljesülése esetén

és pozitívak, egyébként. Így a függvények összegének minimalizálásával olyan megoldást kapunk, amely teljesíti az előírt feltételeket. A (4.8) feltétel szerint az ütközések száma legyen zérus, azaz $s_{il} = 1, s_{jl} = 1 \rightarrow f_{ij} = 0, \forall i, \forall j, \forall l$. Legyen

$\mathbf{s}^T(k) = (s_{(k-1)N+1}, s_{(k-1)N+2}, \dots, s_{kN})$, azaz a node-ok ütemezése a k -ik ütemben. Mivel az

ütközések száma éppen $\sum_{k=1}^L \mathbf{s}^T(k) \mathbf{F} \mathbf{s}(k)$, az ütközések száma felírható $\mathbf{s}^T \mathbf{W}_1 \mathbf{s} - 2\mathbf{s}^T \mathbf{b}_1$

kvadratikus alakban, ahol

$$\mathbf{W}_1 = \begin{pmatrix} \mathbf{F}_{N \times N} & \mathbf{0}_{N \times N} & \cdots & \mathbf{0}_{N \times N} \\ \mathbf{0}_{N \times N} & \mathbf{F}_{N \times N} & \cdots & \mathbf{0}_{N \times N} \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ \mathbf{0}_{N \times N} & \mathbf{0}_{N \times N} & \cdots & \mathbf{F}_{N \times N} \end{pmatrix}, \mathbf{b}_1 = \mathbf{0}_{NL \times 1}. \quad (4.17)$$

A (4.9) feltétel azt mondja ki, hogy minden node z_i csomagot továbbítson, azaz, hogy az

ütemezési mátrix i -ik sora z_i darab egyest tartalmazzon. A $\sum_{j=1}^N \left(z_j - \sum_{k=1}^L s_j(k) \right)^2$ függvény

éppen akkor zérus, amikor a (4.9) feltétel teljesül és nagyobb, mint zérus abban az esetben, ha nem. Ezért keresem azt a $(\mathbf{W}_2, \mathbf{b}_2)$ párt, amelyre

$\arg \min_{\mathbf{s}} \sum_{j=1}^N \left(z_j - \sum_{k=1}^L s_j(k) \right)^2 = \arg \min_{\mathbf{s}} \mathbf{s}^T \mathbf{W}_2 \mathbf{s} + \mathbf{s}^T \mathbf{b}_2$. Az egyenletet bal oldalát kifejezve

a következőt kapjuk:

$$\begin{aligned} \sum_{j=1}^N \left(z_j - \sum_{k=1}^L s_j(k) \right)^2 &= \sum_{j=1}^N \left(z_j^2 + \left(\sum_{k=1}^L s_j(k) \right)^2 - 2z_j \sum_{k=1}^L s_j(k) \right) = \\ &= \sum_{j=1}^N (z_j^2) + \sum_{j=1}^N \left(\sum_{k=1}^L s_j(k) \right)^2 - 2 \sum_{j=1}^N \left(z_j \sum_{k=1}^L s_j(k) \right). \end{aligned} \quad (4.18)$$

Mivel $\sum_{j=1}^N (z_j^2)$ konstans a minimalizálás szempontjából ezért elhagyható. A

$\sum_{j=1}^N \left(\sum_{k=1}^L s_j(k) \right)^2 - 2 \sum_{j=1}^N \left(z_j \sum_{k=1}^L s_j(k) \right) = \mathbf{s}^T \mathbf{W}_2 \mathbf{s} + \mathbf{s}^T \mathbf{b}_2$ egyenlet megoldása pedig a következő

eredményt adja:

$$\mathbf{W}_2 = \begin{pmatrix} \mathbf{I}_{N \times N} & \mathbf{I}_{N \times N} & \cdots & \mathbf{I}_{N \times N} \\ \mathbf{I}_{N \times N} & \mathbf{I}_{N \times N} & \cdots & \mathbf{I}_{N \times N} \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ \mathbf{I}_{N \times N} & \mathbf{I}_{N \times N} & \cdots & \mathbf{I}_{N \times N} \end{pmatrix}, \mathbf{b}_2 = 0.5 \begin{pmatrix} \mathbf{z} \\ \mathbf{z} \\ \vdots \\ \mathbf{z} \end{pmatrix}. \quad (4.19)$$

A (4.10) feltétel szerint $s_{ik} = 1 \rightarrow y_i(k) \neq 0, \forall i$, azaz a büntetés legyen pozitív minden olyan esetben, amikor a node úgy ad, hogy nincs nála csomag. Ahhoz, hogy ezt a kényszert kvadratikusan minimalizálással alakítsuk át, vizsgáljuk meg a kezdeti esetet amikor $\mathbf{y}(0) = \mathbf{x}$. Mivel $\mathbf{y}(k+1) = [\mathbf{y}(k) - \mathbf{s}(k)]^+ + \mathbf{s}^T(k)\mathbf{R}$ a forgalmi helyzet az 1. ütemben

$$\mathbf{y}(1) = \mathbf{x} - \mathbf{s}(1) + \mathbf{s}^T(1)\mathbf{R}. \quad (4.20)$$

A fenti formula abban az esetben igaz, ha $\mathbf{y}(1) = \mathbf{x} - \mathbf{s}(1) + \mathbf{s}^T(1)\mathbf{R}$ csak ott tartalmaz nem nullát, ahol van csomag. Könnyű belátni, hogy $\mathbf{s}(2)$ ütemezést akkor kell „megbüntetni”, ha létezik olyan helyen nem nulla eleme, ahol nincs csomag. Ez megvalósítható a

$$(\mathbf{1} - \mathbf{y}(1))\mathbf{s}(2). \quad (4.21)$$

büntető függvénnyel, hiszen ennek értéke pozitív, ha nincs várakozó csomag, de van felkelő node (negatív értéket vesz fel, abban az esetben, ha több mint egy csomag várakozik a node-on). Ha behelyettesítjük a (4.20)-t (4.21)-be, akkor a következőt kapjuk:

$$(\mathbf{1} - \mathbf{x} - \mathbf{s}(1) + \mathbf{s}(1)^T\mathbf{R})\mathbf{s}(2) = \mathbf{s}(1)(\mathbf{I} - \mathbf{R})\mathbf{s}(2) - (\mathbf{x} - 1)\mathbf{s}(2). \quad (4.22)$$

Ezen módszert rekurzívan folytatva a következő $(\mathbf{W}_3, \mathbf{b}_3)$ párt kapjuk:

$$\mathbf{W}_3 = (\mathbf{D}\mathbf{D}^T), \quad \mathbf{b}_3 = 0.5 \begin{pmatrix} \mathbf{x} - 1 \\ \mathbf{x} - 1 \\ \vdots \\ \mathbf{x} - 1 \end{pmatrix}, \quad (4.23)$$

ahol

$$\mathbf{D} = \begin{pmatrix} \mathbf{I}_{N \times N} - \mathbf{R} & \mathbf{0}_{N \times N} & \cdots & \mathbf{0}_{N \times N} \\ \mathbf{0}_{N \times N} & \mathbf{I}_{N \times N} - \mathbf{R} & \cdots & \mathbf{0}_{N \times N} \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ \mathbf{0}_{N \times N} & \mathbf{0}_{N \times N} & \cdots & \mathbf{I}_{N \times N} - \mathbf{R} \end{pmatrix}. \quad (4.24)$$

A kvadratikusan optimalizálási feladat

A fentiek alapján a következő kvadratikusan optimalizálása adja meg a (4.13) megoldását:

$$\mathbf{s}_{\text{opt}} = \arg \min_{\mathbf{s}} \mathbf{s}^T (\mathbf{W}_0 + \alpha \mathbf{W}_1 + \beta \mathbf{W}_2 + \gamma \mathbf{W}_3) \mathbf{s} - 2\mathbf{s}^T (\mathbf{b}_0 + \alpha \mathbf{b}_1 + \beta \mathbf{b}_2 + \gamma \mathbf{b}_3), \quad (4.25)$$

ahol α, β, γ heurisztikus paraméterek, amelyeknek analízisével a dolgozat nem foglalkozik. A következő fejezet a Hopfield hálózatot mutatja be röviden, amely segítségével sikerült a fent definiált kvadratikus alakot polinom időben minimalizálni.

4.4.2. Optimalizálás Hopfield hálózattal

A (4.25)-ben definiált kvadratikus optimalizálás egy hatékony megoldását adja a Hopfield hálózat (Hopfield Neural Network – HNN), amely egy nemlineáris diszkrét rekurziót valósít meg [73]. A HNN a következő rekurzióval végzi el:

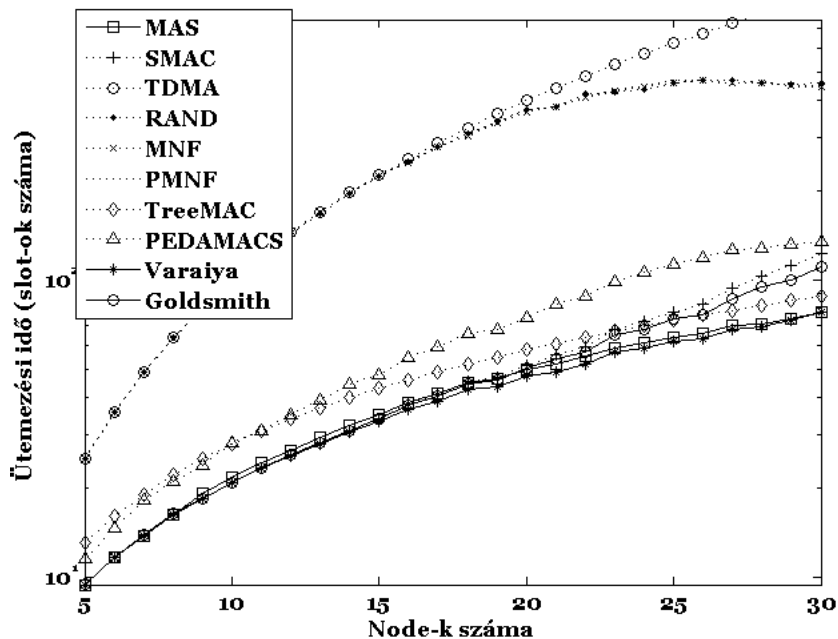
$$s_i(k+1) = \text{sgn} \left(\sum_{j=1}^N W_{ij} s_j(k) - b_i \right), i = \text{mod}_N k, \quad (4.26)$$

ahol W_{ij} a $\mathbf{W} = \mathbf{W}_0 + \alpha \mathbf{W}_1 + \beta \mathbf{W}_2 + \gamma \mathbf{W}_3$ mátrix i -ik sorának j -ik eleme, b_i pedig a $\mathbf{b} = \mathbf{b}_0 + \alpha \mathbf{b}_1 + \beta \mathbf{b}_2 + \gamma \mathbf{b}_3$ i -ik eleme. A Lyapunov stabilitási tétel segítségével belátható, hogy a fenti rekurzió a HNN fixpontjához konvergál [74], azaz minimalizálja a hálózat Lyapunov függvényét, ami éppen $\mathbf{s}^T \mathbf{W} \mathbf{s} - 2 \mathbf{s}^T \mathbf{b}$.

A fentiek alapján a HNN alkalmas kombinatorikus optimalizálási feladatok polinom idejű megoldásaira. A HNN konvergencia ideje kvadratikus a keresett vektor dimenziójának függvényében [74], azaz $\mathcal{O}(N^2 \cdot L^2)$. A következő fejezet mutatja be az új módszer teljesítőképességét a hagyományos módszerekhez képest.

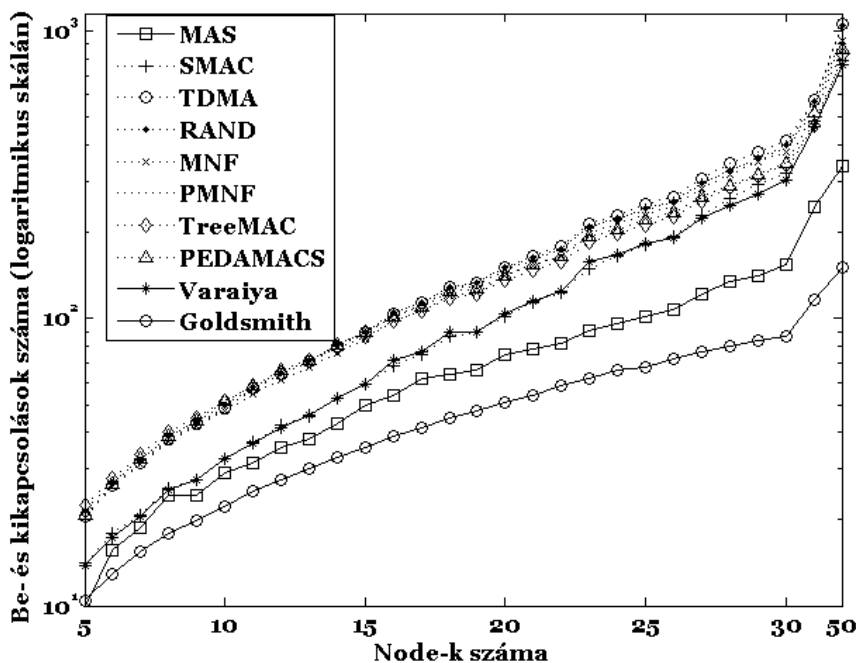
4.4.3. Az új ütemezési algoritmus teljesítőképességének analízise

MAS ütemezés segítségével olyan algoritmust sikerült kifejleszteni, amely minimalizálja a be- és kikapcsolások számát adott késleltetési feltétel mellett. Az általam írt szimulációs csomagban a következő tradicionális módszerek kerültek implementálásra: S-MAC [25], hagyományos TDMA [14], TDMA RAND, MNF és PMNF slot kiosztással [31], TreeMAC [32], PEDAMACS [75], Varaiya [28] és Goldsmith [29] ütemezései. A MAS protokollt az $L^{\text{MAS}} = 1.05 \times L^{\text{var}}$ end-to-end késleltetés mellett teszteltem (4.5 ábra).

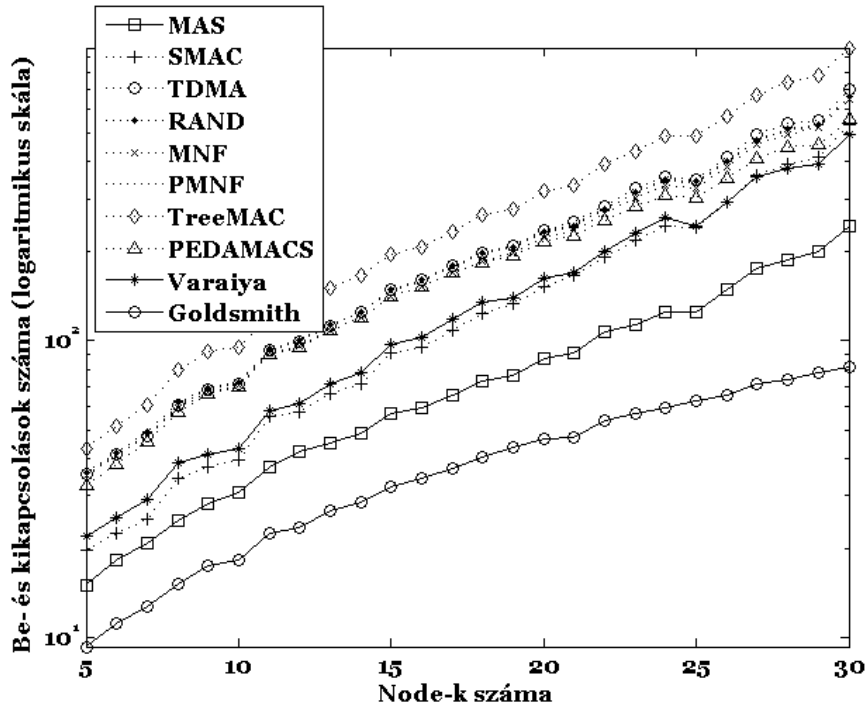


4.5 ábra. A vizsgált szinkron protokollok késleltetése heterogén forgalom esetén.

A következő ábrákból kiderül, hogy a késleltetési kritérium gyengítésével jelentős energia takarítható meg. A 4.3.2 fejezettel összhangban Goldsmith módszere minimalizálja az energiafogyasztást (4.6. ábra). Ugyanakkor a 4.6. és 4.7. ábrákon látható, hogy az optimális megoldást az új – alacsony késleltetésű – MAS követi. Nem egyenletes csomagszám esetén a különbség még szignifikánsabb.



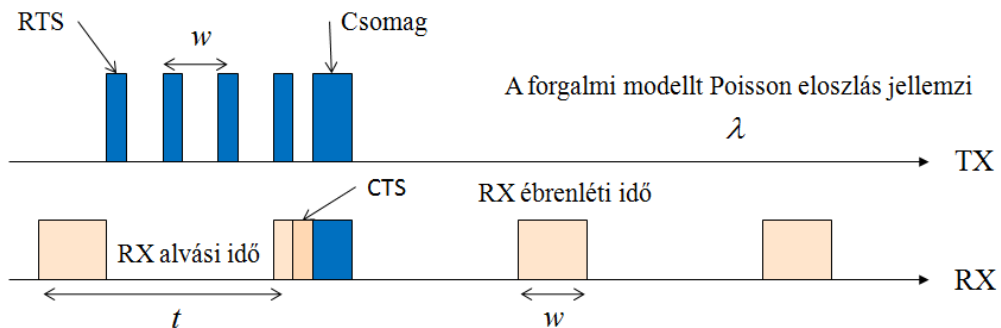
4.6. ábra. A vizsgált szinkron protokollok energiahatékonysága homogén $x = 1$ forgalom esetén.



4.7. ábra. A vizsgált szinkron protokollok energiahatékonysága heterogén $\alpha \neq 1$ forgalom esetén.

4.5. Új minimális energiafogyasztáson alapuló aszinkron csatorna-hozzáférés

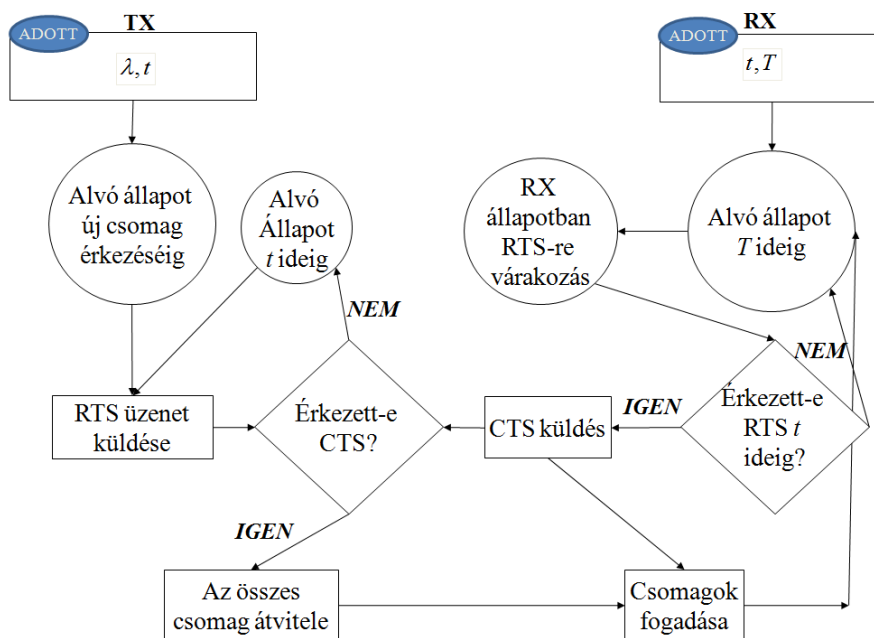
Az előző alfejezetben a szinkron működés feltétel volt, azaz minden node pontosan meg tudta határozni az időt. Nagyon alacsony fogyasztású node-oknál, az órák pontatlanok. A Mica2 oszcillátorának stabilitása 20 ppm, ami azt jelenti, hogy átlagosan másodpercenként $20 \mu\text{s}$ csúszás realizálódik [76]. Ezt determinisztikus forgalom esetén érdemes kompenzálni szinkronizációs protokollok segítségével. Ugyanakkor véletlen forgalmak esetén erre nincs lehetőség, ezért ez a fejezet az aszinkron MAC-ek témaköréhez járul hozzá. A fentieknek megfelelően a fejezet célja, az aszinkron link protokollok energiafogyasztásának minimalizálása egy előírt késleltetési kritérium mellett.



4.8. ábra. Az aszinkron link modellje.

Legyen T_B azon idő hossza, amely egy byte átviteléhez szükséges (Mica2 esetén ez az érték 0.416 ms [52]). Tegyük fel, hogy a küldő node-on λ valószínűséggel generálódik

forgalom egy T_B alatt. Adott $T \gg T_B$ és $\lambda \ll 1$ esetén a keletkezett csomagok száma T idő alatt Poisson eloszlást követ λT várható értékkel. A protokoll működését az 4.8. ábra foglalja össze. Az adó azonnal – címzett specifikus – RTS üzeneteket kezd küldeni, annak érdekében, hogy felvegye a kapcsolatot a vevővel. Ha a vevő ébren van, akkor az RTS üzenetet megkapja, és egy CTS üzenettel biztosítja az adót, hogy készen áll a csomag fogadására. Ezután az adó átküldi a csomagot a vevőnek. Ha az adó éppen “alvó” állapotban van, az RTS üzenet elveszik, és nem érkezik CTS válasz. Ekkor az adó alvó állapotba kapcsol, és felhúzza egy időzítőt t időre, ami után újra elküldi az RTS üzenetet. A vevő T időnként aktív RX állapotba kapcsol és RTS üzenetre várakozik t ideig. Mivel a sikertelen küldésnél az RTS t időnként újra kiküldésre kerül, megbízható csatorna esetén egy link késleltetése maximum T . A forgalmi modellt és a link protokollt az 4.9. ábrán látható állapotdiagram foglalja össze.



4.9. ábra. Az aszinkron link protokoll állapotdiagramja.

A következő fejezetben megvizsgálom egy link átlagos energiafogyasztását λ forgalom és t, T link állapot függvényében. Az egyszerűség kedvéért felteszem, hogy a felvett teljesítmények azonosak RX és TX állapotban. A vázolt modell alapján az energiafogyasztást, az aktív állapotban eltöltött időtartam határozza meg.

4.5.1. Az aszinkron link protokoll energiafogyasztása

Először a küldő T idő alatti átlagos energiafogyasztását vizsgálom meg.

Küldő node energiafogyasztása

A küldő node energiafogyasztása két komponensből áll: a felesleges (elvesztett) RTS üzenetek általi energiafogyasztásból; és a hasznos (megérkezett) RTS, CTS és csomag miatti átlagos fogyasztásból.

Jelölje ezeket

$$E_1^{(\text{TX})} = \mathbf{E}[\xi]t^{(\text{RTS})} / T, \quad (4.27)$$

és

$$E_2^{(\text{TX})} = \mathbf{E}[\psi] \left(t^{(\text{RTS})} + t^{(\text{CTS})} + t^{(\text{PAC})} \right) / T, \quad (4.28)$$

ahol ξ a nem fogadott RTS üzenetek száma, $t^{(\text{RTS})}, t^{(\text{CTS})}, t^{(\text{PAC})}$ az RTS, CTS és az üzenet csomagokhoz tartozó időtartamok, ψ a t idő alatt keletkezett csomagok száma, $\mathbf{E}[\cdot]$ pedig a várható érték operátor. Könnyű látni, hogy ξ eloszlását a következő formula adja meg:

$$P(\xi = M - i) = P((i-1)t < \xi < it), \quad i = 1, \dots, M - 1, \quad (4.29)$$

ahol $M = T/t$ hányadost egész számnak feltételezem. Felhasználva, hogy Poisson forgalom esetén a csomagok közti eltelt idő exponenciális eloszlású, $1/\lambda$ várhatóértékkel. Kiszámítható, hogy

$$P((i-1)t < \xi < it) = P(\xi < it \mid \xi > (i-1)t) P(\xi > (i-1)t). \quad (4.30)$$

Az exponenciális eloszlás örökifjú tulajdonsága miatt

$$P(\xi < it \mid \xi > (i-1)t) = P(\xi < t) = 1 - \exp(-\lambda t). \quad (4.31)$$

Ezért az eloszlás a következőféleképpen is felírható:

$$P(\xi = M - i) = (1 - \exp(-\lambda t)) \exp(-\lambda t)^{(i-1)}, \quad i = 1, \dots, M - 1. \quad (4.32)$$

Ennek várható értéke már kiszámítható:

$$\mathbf{E}[\xi] = (M - 1) - p(1 - p^M) / (1 - p), \quad (4.33)$$

ahol $p = \exp(-\lambda t)$. A ψ keletkezett csomagok eloszlása t idő alatt Poisson eloszlású λt paraméterrel, azaz:

$$P(\psi = j) = \exp(-\lambda T) (\lambda T)^j / j!, \quad j = 0, 1, \dots \quad (4.34)$$

Ennek várható értéke pedig:

$$\mathbf{E}[\psi] = \lambda T. \quad (4.35)$$

A (4.27), (4.28), (4.33) és (4.35) formulák alapján adott λ forgalom és w, t link állapot mellett, a küldő node átlagos energiafogyasztása egységnyi idő alatt:

$$E^{(\text{TX})}(\lambda, T, t) = E_1^{(\text{TX})}(\lambda, T, t) + E_2^{(\text{TX})}(\lambda, T, t), \quad (4.36)$$

ahol

$$E_1^{(\text{TX})}(\lambda, T, t) = \left(\frac{1}{T} - \frac{1}{t} - \frac{\exp(-\lambda t) (1 - \exp(-\lambda T))}{1 - e^{-\lambda t}} \frac{1 - \exp(-\lambda T)}{T} \right) t^{(\text{RTS})}, \quad (4.37)$$

$$E_2^{(\text{TX})}(\lambda, T, t) = \lambda \left(t^{(\text{RTS})} + t^{(\text{CTS})} + t^{(\text{PAC})} \right).$$

Fogadó node energiafogyasztása

A fentiekhez hasonlóan két részre osztható a fogadó energiafogyasztása is: a felesleges hallgatózás miatt elszendvedett- és a hasznos adatátvitel miatt elhasznált energiafogyasztásra. Jelölje ezeket

$$E_1^{(\text{RX})} = \mathbf{E}[\zeta] / T, \quad (4.38)$$

és

$$E_2^{(\text{RX})} = E_2^{(\text{TX})}, \quad (4.39)$$

ahol ζ a vevő „idle listen” ideje. Ha nem érkezik csomag az elmúlt T időben, akkor a vevő t ideig hallgat. Ha érkezik csomag, akkor az érkezés ideje csonkolt exponenciális, amelyre $t \ll 1/\lambda$ esetén belátható, hogy várhatóan $t/2$ [77]. Ezért

$$\mathbf{E}[\zeta] = \exp(-\lambda T)t + (1 - \exp(-\lambda T))\frac{t}{2} = (1 + \exp(-\lambda T))t/2. \quad (4.40)$$

Ezek alapján a vevő energiafogyasztása egységnyi idő alatt:

$$E^{(\text{RX})} = E_1^{(\text{RX})}(\lambda, T, t) + E_2^{(\text{RX})}(\lambda, T, t), \quad (4.41)$$

ahol

$$E_1^{(\text{RX})}(\lambda, T, t) = \left(\frac{(1 + \exp(-\lambda T))t}{2T} \right), \quad (4.42)$$

$$E_2^{(\text{RX})}(\lambda, T, t) = \lambda \left(t^{(\text{RTS})} + t^{(\text{CTS})} + t^{(\text{PAC})} \right).$$

4.5.2. Minimális energiafogyasztáson alapuló aszinkron link beállítás

Láthattuk, hogy $E_2^{(\text{RX})}, E_2^{(\text{TX})}$ energiák nem függenek a t, T link beállítástól ezért a továbbiakban csak az $E(\lambda, T, t) = E_1^{(\text{RX})}(\lambda, T, t) + E_1^{(\text{TX})}(\lambda, T, t)$ energiafogyasztást vizsgáljuk. A minimális energiafogyasztást biztosító $t^{(\text{opt})}$ beállítást adott T késleltetés mellett a következő optimalizálási feladat adja meg:

$$t^{(\text{opt})} = \arg \min_t E(\lambda, T, t). \quad (4.43)$$

A $\frac{\partial E(\lambda, T, t)}{\partial t} = 0$ egyenlet megoldásával $t^{(\text{opt})}$ analitikusan megadható:

$$t^{(\text{opt})} = \sqrt{\frac{2t^{(\text{RTS})}(\lambda T - 1 + \exp(-\lambda T))}{\lambda(1 + \exp(-\lambda T))}}. \quad (4.44)$$

Legyen $E^{(\text{opt})}(\lambda, T) = E_1^{(\text{RX})}(\lambda, T, t^{(\text{opt})}) + E_1^{(\text{TX})}(\lambda, T, t^{(\text{opt})}) = \min_t E(\lambda, t, T)$ az optimális működés melletti energiafogyasztás. A (4.44)-et visszahelyettesítve a (4.37) és (4.42) formulákba azt kapjuk, hogy:

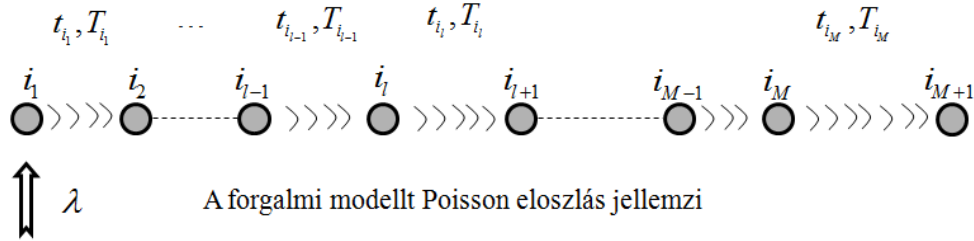
$$E_1^{(\text{RX})}(\lambda, T, t^{(\text{opt})}) = \frac{1}{T} \sqrt{\frac{t^{(\text{RTS})}(1 + \exp(-\lambda T))(\lambda T - 1 + \exp(-\lambda T))}{2\lambda}}, \quad (4.45)$$

$$E_1^{(\text{TX})}(\lambda, T, t^{(\text{opt})}) = \frac{1}{T} \sqrt{\frac{t^{(\text{RTS})}(1 + \exp(-\lambda T))(\lambda T - 1 + \exp(-\lambda T))}{2\lambda}} - \frac{1}{T} \exp(-\lambda T) t^{(\text{RTS})}.$$

A következő fejezetben egy multihop láncon keresem az optimális link beállításokat adott end-to-end késleltetés garantálása mellett.

4.5.3. Egy lánc energiafogyasztása és késleltetése

Legyen adott egy $\mathfrak{R} = \{i_1, i_2, \dots, i_L, i_{L+1}\}$ útvonal, amelyet az 4.10. ábra szemléltet.



4.10. ábra. Multihop kommunikáció véletlen forgalom esetén.

Az i_1 forrás node az előző fejezetnek megfelelően olyan véletlen forgalmat generál, ahol a csomaggenerálódások között eltelt idő λ intenzitású exponenciális valószínűségi változó. A kérdés az, hogy milyen linkbeállítások mellett érdemes a λ forgalmat \mathfrak{R} útvonalon az i_{L+1} célhoz eljuttatni, abban az esetben, ha a csomagoknak legkésőbb δ időn belül meg kell érkezniük i_{L+1} -re. A feladat felfogható úgy, hogy i_2, \dots, i_L relay node-okon is λ forgalom generálódik. Ezek alapján keresem azon optimális $\mathbf{t}^{(\text{opt})} = [t_i^{(\text{opt})}]_{i=1, \dots, M}$, $\mathbf{T}^{(\text{opt})} = [T_i^{(\text{opt})}]_{i=1, \dots, M}$ linkbeállításokat, amelyekre minimalizálom az összenergia fogyasztást. Formálisan:

$$\mathbf{t}^{(\text{opt})}, \mathbf{T}^{(\text{opt})} = \arg \min_{\mathbf{t}, \mathbf{T}} \sum_{i=1}^M E(\lambda, T_i, t_i), \quad (4.46)$$

olyan kényszer mellett, hogy

$$\sum_{l=1}^L T_{i_l}^{(\text{opt})} \leq \delta. \quad (4.47)$$

A következő tétel adja meg ezen feladat analitikus megoldását:

Tétel 4.1. Adott $\mathfrak{R} = \{i_1, i_2, \dots, i_L, i_{L+1}\}$ esetén, λ forgalmat feltételezve az optimális linkbeállítások $l = 1, \dots, M$ -re:

$$T_{i_l}^{(\text{opt})} = \frac{\delta}{M}, \quad (4.48)$$

$$t_{i_l}^{(\text{opt})} = \sqrt{\frac{2t^{(\text{RTS})} \left(\lambda \frac{\delta}{M} - 1 + \exp\left(-\lambda \frac{\delta}{M}\right) \right)}{\lambda \left(1 + \exp\left(-\lambda \frac{\delta}{M}\right) \right)}}.$$

A tétel bizonyítása a disszertáció hatodik fejezetében kerül bemutatásra. A (4.48) alapján kiszámolt értékeket a (4.45) formulába visszahelyettesítve a lánc energiafogyasztása kiszámolható:

$$\sum_{l=1}^M E(\lambda, T_{i_l}, t_{i_l}) = \frac{M^2}{\delta} \left(\sqrt{\frac{2t^{(\text{RTS})} \left(1 + \exp\left(-\lambda \frac{\delta}{M}\right) \right) \left(\lambda \frac{\delta}{M} - 1 + \exp\left(-\lambda \frac{\delta}{M}\right) \right)}{\lambda}} - \exp\left(-\lambda \frac{\delta}{M}\right) t^{(\text{RTS})} \right). \quad (4.49)$$

Mivel az összenergia fogyasztás csak az M hop távolságtól függ, ezért egy hálózatban tetszőleges i_l forrás node mellett az optimális útvonal megadható minimum hop távolságalapú kereséssel. Ezután, a linkek optimális beállítását a (4.45) adja meg.

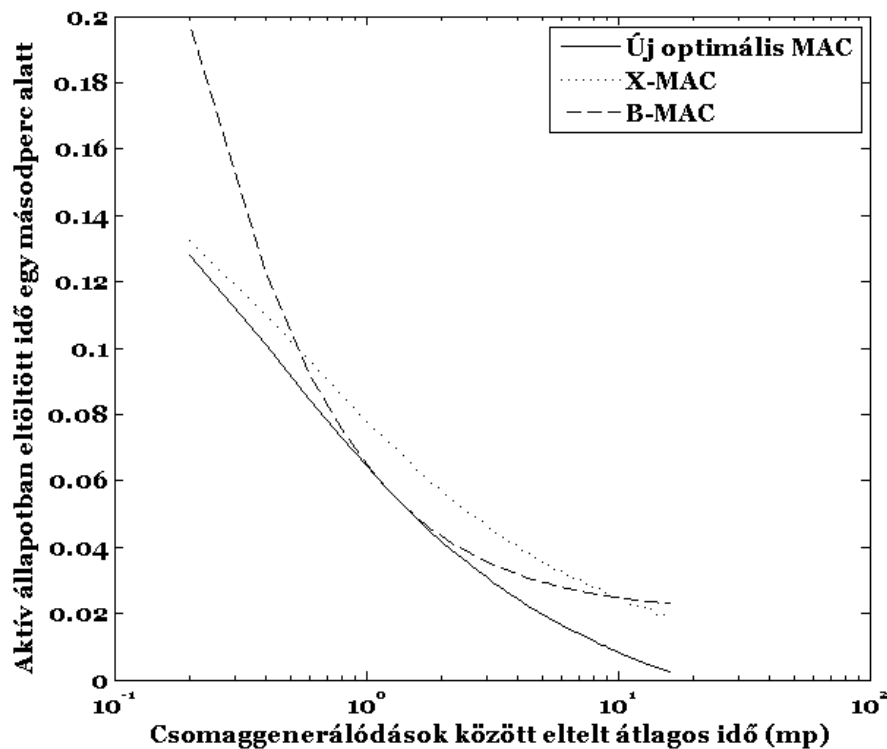
4.5.4. Az új aszinkron protokoll teljesítőképességének analízise

A következőkben az új energiafogyasztásban optimális aszinkron MAC protokollt a tradicionális B-MAC [26] és X-MAC [27] standard megoldásokkal hasonlítottam össze. Mivel az energiafogyasztást az aktív állapotban eltöltött időtartam határozza meg, az előző fejezetnek megfelelően a teljesítőképességet aszerint definiáltam, hogy a link adója és vevője egy másodperc alatt hány másodpercig voltak aktív állapotban. A szimulációkat a Mica2 platform [52] paramétereivel futtattam le, amelynek részleteit a 4.1 táblázat foglalja össze.

4.1. TÁBLÁZAT. A MICA2 NODE-OK PARAMÉTEREI.

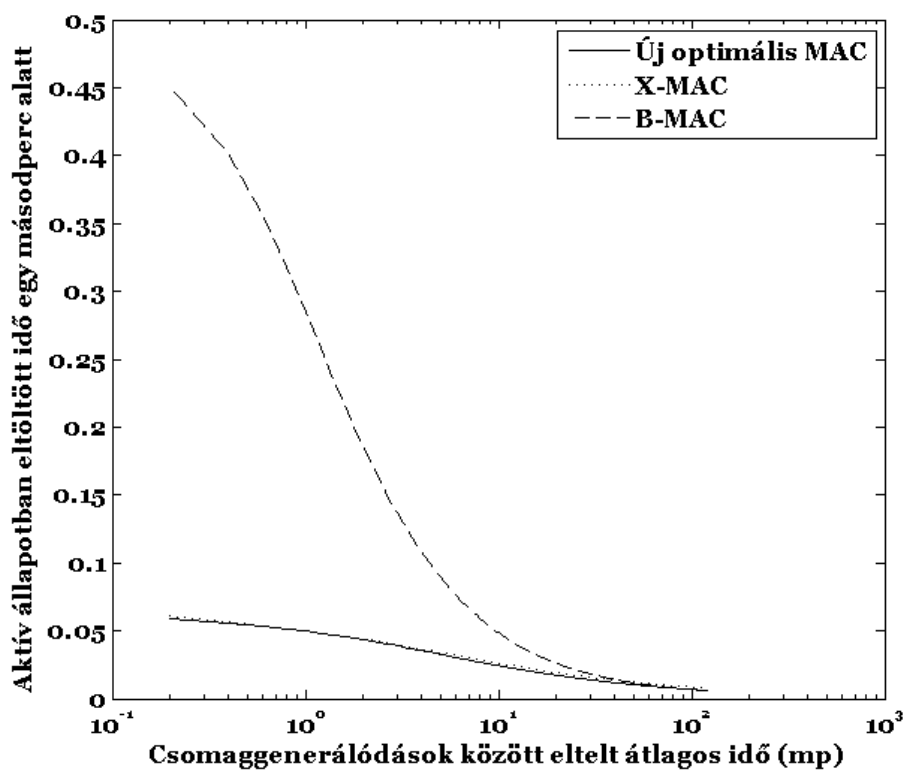
Művelet	Idő	Teljesítmény	Energia
Alvás	-	90 μ W	-
Rádió inicializálása	0.35 ms	18 mW	6.3 μ J
Rádió bekapcsolása	1.5 ms	3 mW	4.5 μ J
RX/TX váltás	0.25 ms	45 mW	11.25 μ J
1 byte fogadása	0.416 ms	45 mW	18.72 μ J
1 byte küldése	0.416 ms	60 mW	24.92 μ J

A 4.11. ábra szemlélteti, hogy 200 ms megengedett késleltetésnél hogyan teljesítenek a különböző módszerek. Látható, hogy alacsony forgalmi helyzetben jól teljesít az X-MAC protokoll, ugyanakkor nagyobb forgalom esetén az új módszerrel elért javulás szignifikáns.



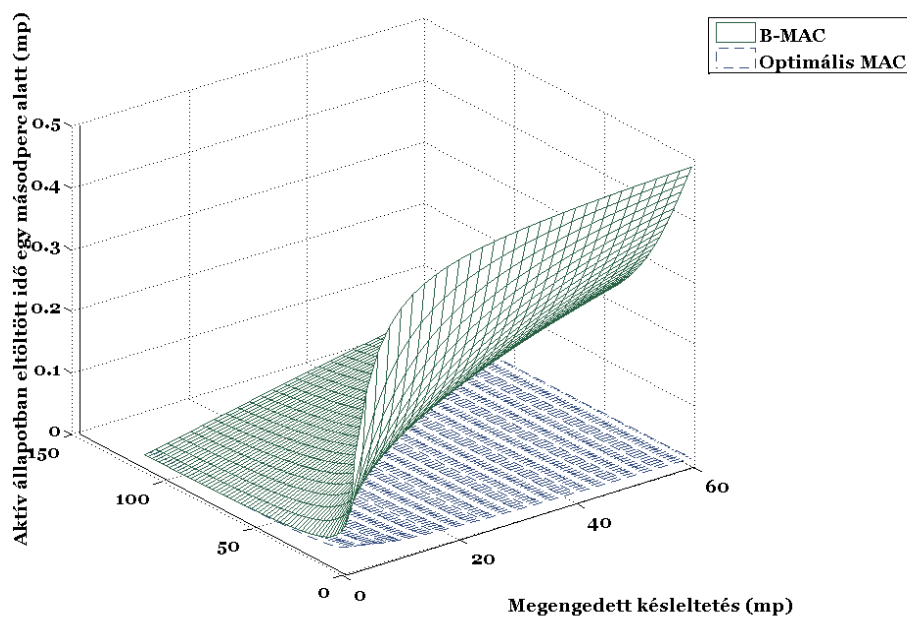
4.11. ábra. Az új aszinkron MAC teljesítőképessége a tradicionális módszerekhez képest $T=200$ ms megengedett késleltetésnél.

Nagyobb megengedett késleltetés (2s) esetén az 4.12. ábra mutatja be módszerek energiafogyasztását. Ebben az esetben az X-MAC protokoll optimálisnak bizonyul. Ritkább csomaggenerálódásnál a B-MAC is jó választás.



4.12. ábra. Az új aszinkron MAC teljesítőképessége a tradicionális módszerekhez képest $T=2$ s megengedett késleltetésnél.

A 4.13. ábra mutatja be az új optimális aszinkron MAC teljesítőképességét a B-MAC protokollal összehasonlítva. A numerikus eredményeket figyelembe véve, az új módszer segítségével szignifikáns energia takarítható meg.



4.13. ábra. Az új aszinkron MAC protokoll energiafogyasztása a B-MAC protokollal összehasonlítva.

4.6. Összefoglalás

A fejezetben olyan új szinkron és aszinkron MAC protokollokat vezettem be vezeték nélküli multihop hálózatok számára, amelyeknek adott end-to-end késleltetés mellett sikerült az energiafogyasztást minimalizálni. Szinkron protokollok esetén új ütemezési algoritmus került bemutatásra, amely a gyors adatbegyűjtés mellett képes minimalizálni a be- és kikapcsolások számát, így szignifikáns energia takarítható meg. A feladatot kvadratikus optimalizálásra vezettem vissza, amelyet a Hopfield hálózat hatékonyan oldott meg. Aszinkron protokollok esetén az energiafogyasztást Poisson forgalom mellett elemeztem. A szimulációs eredményekből kiderült, hogy az energiafogyasztás jelentősen csökkenthető, ha a megengedett késleltetést növeljük. Homogén lineáris hálózat esetén (lánc protokoll) analitikusan adtam meg az optimális altatási stratégiát. Ezekkel az új eredményekkel sikerült ipari monitorozó rendszerek vagy intelligens-kórházak adatbegyűjtését előírt késleltetési kritériumokkal minimális energiafogyasztás mellett megvalósítani.

Ötödik Fejezet

ÖSSZEFOGLALÁS

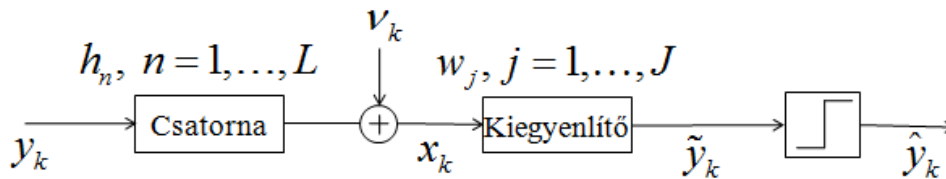
Ebben a fejezetben áttekintjük a téziscsoportokhoz kapcsolódó új tudományos eredményeket.

5.1. Új tudományos eredmények

I. Téziscsoport: Spektrális hatékonyság növelésére új adaptív csatornaki egyenlítősi algoritmusokat vezettem be, amelyek képesek a bithiba-valószínűség minimalizálására. Az új módszerek segítségével a [bit/sec/Hz]-ben mért spektrális hatékonyság átlagosan 1,2X-re növelhető.

(A téziszhez kapcsolódó publikációk: [S3,S6].)

Az alábbi eredmények levezetéséhez az 5.1. ábrán látható diszkrét idejű kommunikációs rendszert használtam, amelynek a valódi kommunikációs rendszerekkel való kapcsolatát a következő irodalmak adják meg [13,38].



5.1. ábra. A kommunikációs rendszer diszkrét modellje.

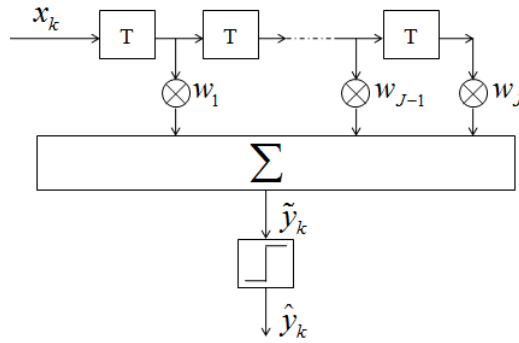
A k . diszkrét időpillanatban átvivendő információs bitet jelölje y_k , amely független, Bernoulli eloszlású valószínűségi változónak tekinthető, ahol $P(y_k = +1) = P(y_k = -1) = 0.5$. Szelektív fading esetén szimbólumok közti interferencia jelentkezik, melyet lineáris moduláció esetén egy $h_n, n = 0, \dots, L$ diszkrét csatorna impulzusválasz reprezentál, ahol L tartót a csoport késleltetés (delay spread) határozza meg. A vevőnél egy v_k mintavételezett zaj is jelen van, amelyet egy zérus várható értékű Gauss valószínűségi változóval N_0 szórásnégyzettel modellezünk, azaz $v_k \sim N(0, N_0)$. A

k -ik időpillanathoz tartozó vett jelet jelölje x_k , ahol $x_k = h_0 y_k + \sum_{n=1}^L h_{k-n} y_n + v_k$. A detekciót

egy lineáris véges impulzusválaszú (Finite Impulse Response – FIR) szűrő és egy $\text{sgn}(\cdot)$ nem linearitás végzi el, amelynek blokkdiagramját az 5.2. ábra mutatja. A detektált jel

$$\hat{y}_k = \text{sgn} \left(\sum_{n=0}^N q_n y_{k-n} + \sum_{j=0}^J w_j v_{k-j} \right), \text{ ahol } q_n = \sum_{i=0}^L h_i w_{n-i}, \quad n = 0, \dots, N \text{ és } N = L + J. \text{ A}$$

kiegyenlítő együtthatóinak optimalizálását eddig tipikusan minimális csúcstorzítás vagy négyzetes hiba alapján vizsgálták [2,3].



5.2. ábra. Lineáris FIR szűrő blokkdiagramja

Azonban az adatátvitel teljesítőképességét a $P_b(\mathbf{w})$ határozza meg, ezért cél $\mathbf{w}_{\text{opt}} = \min_{\mathbf{w}} P_b(\mathbf{w})$ meghatározása, ahol BPSK moduláció esetén:

$$P_b(\mathbf{w}) = \frac{1}{2^{N-1}} \sum_{\mathbf{z} \in \{-1,1\}^N} \Phi \left(\frac{-q_0 - \sum_{n=1}^N q_n z_{k-n}}{\sqrt{N_0 \|\mathbf{w}\|^2}} \right). \quad (5.1)$$

Sajnos a fenti formulában szereplő exponenciális tagú összegzés miatt az optimalizálás valós időben kivitelezhetetlen. Ezért kihívás, hogy hogyan lehet ezt a formulát polinomiális komplexitásban közelíteni.

I.1. Chernoff egyenlőtlenséggel éles felső korlátot adtam a bithiba-valószínűsége, amely kiszámítása így polinomiális időben elvégezhetővé vált. Ezen eredmények alapján egy új adaptív csatornaki egyenlítő algoritmust vezettem le, amely képes a bithiba-valószínűség jelentős csökkentésére a tradicionális módszerekhez képest.

A bithiba-valószínűség egy éles felső korlátját $P_b^{\text{CH}} > P_b(\mathbf{w})$ adtam meg Chernoff határral, ahol

$$P_b^{\text{CH}}(\mathbf{w}) = \min_s \left\{ \exp \left(\sum_{n=1}^N \log(\text{ch}(q_n s)) + \frac{1}{2} N_0 \|\mathbf{w}\|^2 s^2 - s q_0 \right) \right\}. \quad (5.2)$$

Valós idejű szűrőegység beállítás a $\mathbf{w}(k+1) = \mathbf{w}(k) - \eta \text{grad}_{\mathbf{w}} P_b^{\text{CH}}(\mathbf{w}(k))$ rekurzióval történik, ahol η egy megfelelően megválasztott lépésköz. Ezen formula alapján új polinom idejű adaptív csatornaki egyenlítő algoritmust használtam, amely képes a bithiba-valószínűség további csökkentésére.

I.2. Centrális határeloszlás tételével közelítettem a bithiba-valószínűséget, és bebizonyítottam, hogy ezen formula minimalizálását az MMSE kiegyenlítő valószínűsíti meg. Azaz megmutattam, hogy az MMSE kiegyenlítő alacsony CHT becslési hiba esetén jól közelíti a minimális bithiba-valószínűségeen alapuló optimális megoldást.

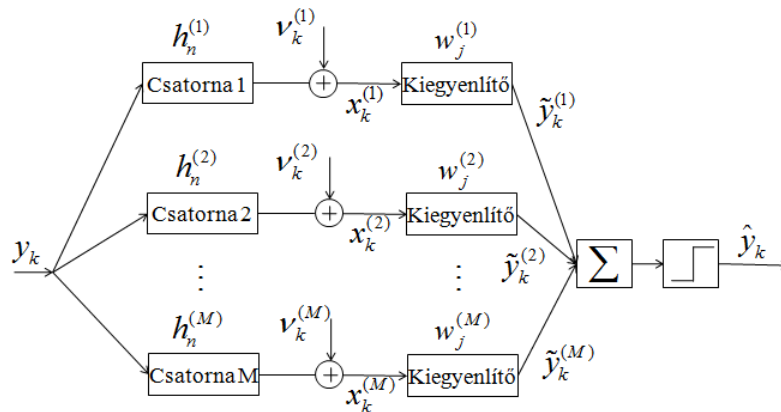
Új közelítő $P_b^{\text{Ga}} \sim P_b(\mathbf{w})$ formulát vezettem le a bithiba-valószínűség kiegyenlítő együtthatóitól való függésére, amely a CHT-n alapszik, ahol

$$P_b^{\text{Ga}}(\mathbf{w}) = \Phi \left(\frac{-q_0}{\sqrt{\sum_{n=1}^N q_n^2 + \|\mathbf{w}\|^2 N_0}} \right). \quad (5.3)$$

A fenti formula minimalizálásával ekvivalens megoldást kapunk az MMSE kiegyenlítővel, azaz $\mathbf{w}^{\text{MMSE}} = \arg \min_{\mathbf{w}} P_b^{\text{Ga}}(\mathbf{w})$.

I.3. Kiterjesztettem több vevőantennára a MMSE kiegyenlítést, illetve meghatároztam a bithiba-valószínűséget minimalizáló új kiegyenlítő algoritmus több vevőantennás változatát is. A szimulációs eredmények alapján már két vevőantenna esetén is nagy bithiba-valószínűség vagy jelentős átviteli energia csökkenés érhető el adott szolgáltatás biztosításához.

A kiterjesztett modellben M antenna feltételezése mellett keressük $\mathbf{w}_{\text{opt}}^{(1)}, \mathbf{w}_{\text{opt}}^{(2)}, \dots, \mathbf{w}_{\text{opt}}^{(M)}$ optimális szűrőegyüttható beállításokat, független $\mathbf{h}^{(1)}, \mathbf{h}^{(2)}, \dots, \mathbf{h}^{(M)}$ csatornák és $\mathbf{v}_k^{(1)}, \mathbf{v}_k^{(2)}, \dots, \mathbf{v}_k^{(M)}$ additív zajkomponensek függvényében (5.3. ábra).



5.3. ábra. Kooperatív csatorna kiegyenlítés.

Az MMSE kiegyenlítő kiterjesztett változata a következőféleképpen számolható:

$$\begin{bmatrix} \mathbf{R}_{(1)} & \mathbf{R}_{(12)} & \cdots & \mathbf{R}_{(1M)} \\ \mathbf{R}_{(12)}^T & \mathbf{R}_{(2)} & & \\ \vdots & & \ddots & \\ \mathbf{R}_{(1M)}^T & & & \mathbf{R}_{(M)} \end{bmatrix} \begin{bmatrix} \mathbf{w}_{\text{opt}}^{(1)} \\ \mathbf{w}_{\text{opt}}^{(2)} \\ \vdots \\ \mathbf{w}_{\text{opt}}^{(M)} \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} \mathbf{r}^{(1)} \\ \mathbf{r}^{(2)} \\ \vdots \\ \mathbf{r}^{(M)} \end{bmatrix}, \quad (5.4)$$

ahol $\mathbf{R}_{(ij)} = \left[\mathbb{E} \left(x_{k-l}^{(i)} x_{k-n}^{(j)} \right) \right]_{l,n=1,\dots,N}$ az i -ik és j -ik csatorna korrelációs mátrixa, az

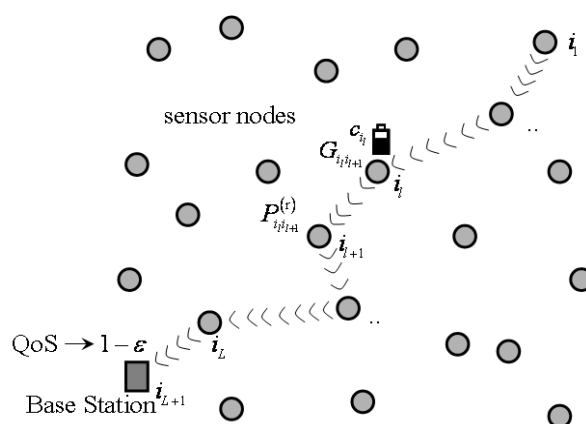
$\mathbf{r}^{(i)} = \left[\mathbb{E} \left(y_k x_{k-n}^{(i)} \right) \right]_{n=1,\dots,N}$ pedig az i -ik csatorna keresztkorrelációs vektora. A fentiek

mellett a kiterjesztés használható minimális bithibán vagy tetszőleges közelítésén alapuló kiegyenlítés esetén is, melyet a disszertáció második fejezete tárgyal.

II. Téziscsoport: Új routing protokollokat vezettem be a vezeték nélküli ad-hoc és szenzor hálózatok számára, amelyekkel előírt megbízhatóság mellett sikerült az energiafogyasztást minimalizálni. A szenzor hálózatok élettartama adott megbízhatóság mellett 1,5X-re növelhető.

(A téziszhez kapcsolódó publikációk: [S1,S2,S5,S7,S11].)

Ad-hoc és szenzor hálózatoknál olyan új routing módszerekre van szükség, ahol az elsődleges cél az élettartam maximalizálása, mivel a hálózat elemei tipikusan nem újratölthetőek energia szempontjából. Ezért a konvencionális routing protokollok (PNNI, OSPF [14]) nem alkalmazhatóak.



5.4. ábra. Hálózati modell és csomagtovábbítás fading esetén.

A feladat modellezéséhez a vezeték nélküli hálózatot egy N node-ból álló 2D gráfnak tekintetem, amelyet az 5.4. ábra szemléltet. A forrás multihop kommunikációval juttat el csomagokat a BS-be, annak érdekében, hogy csökkentse az energiafogyasztást a BS-be való direkt küldés helyett. Ugyanakkor a megbízhatatlan rádiós linkeken történő megbízható kommunikáció garantálására előírt adóteljesítményre van szükség. A kérdés az, hogyan lehet ezen kényszer mellett energia szempontból optimális multihop kommunikációra alkalmas útvonalakat találni.

A rádiós linkeket a Rayleigh fading írja le, amely szerint egy csomag sikeres vételének

valószínűsége $P_r^{\text{Ra}}(G, d) = e^{-\frac{d^\alpha \Theta N_0}{G}}$. Rice fading esetén

$$P_r^{\text{Ri}}(G, d) = \int_{r > \Theta N_0} \frac{e^{-K}}{G d^{-\alpha}} e^{\left\{ \frac{r}{G d^{-\alpha}} \right\}} I_0 \left(\frac{\sqrt{4Kr}}{\sqrt{G d^{-\alpha}}} \right) dr. \text{ Ezen formulákban szereplő paraméterek}$$

jelentését a disszertáció harmadik fejezete adja meg. Egy $\mathfrak{R} = \{i_1, i_2, \dots, i_{L+1}\}$ multihop láncon független link állapotokat feltételezve, annak a valószínűsége, hogy a csomag eljut a bázis állomásra:

$$P(BS) = \prod_{l=1}^L P_r(d_{i,i+1}, G_{i,i+1}). \quad (5.5)$$

Az adott alkalmazás meghatározza, hogy milyen $(1-\varepsilon)$ előírt megbízhatóságra van szükség, amely mellett a hálózat előírt valószínűséggel juttatja a csomagokat a BS-be, azaz teljesülnie kell, hogy $P(BS) \geq (1-\varepsilon)$. Mivel a hálózat élettartamát a bottleneck node élettartama határozza meg [24], ezért a cél olyan optimális $\mathfrak{R}_{\text{opt}}$ és \mathbf{G}_{opt} meghatározása, amely mellett a legkevesebb megmaradó energia maximális lesz. Azaz

$$\mathfrak{R}_{\text{opt}}, \mathbf{G}_{\text{opt}} = \arg \max_{\mathfrak{R}, \mathbf{G}} \left\{ \min_{i \in V} (c_i(k+1)) \right\}, \quad (5.6)$$

$$P(BS) \geq (1-\varepsilon) \text{ kényszer mellett,}$$

ahol $c_i(k)$ az i -ik node k -ik ütemben megmaradó energia állapotát jelöli és ezért $c_i(k+1) := c_i(k) - G_i(k)$. A tradicionális protokollok csak minimális energiájú útvonalakat keresnek megbízhatósági kényszer nélkül. A téziscsoport eredményei a fenti probléma megoldását adják polinom időben.

II.1. Egy új polinomiális komplexitású útvonalkereső algoritmust vezettem le, amellyel maximális megmaradó energia (maximális élettartam) érhető el az előírt megbízhatóságú csomag kommunikáció mellett. Ez az algoritmus nemcsak az útvonalat, hanem az egyes csomagok továbbításához szükséges adóenergia értékeket is megadja a node-okon, amelyekkel az előírt megbízhatóságot elérhetjük. A megoldás konvergenciáját és optimalitását analitikusan is bizonyítottam, valamint szimulációkkal is validáltam.

A fenti feladatot megoldó algoritmus a következő:

(1) Legyen $k = 1$ és $A_k = 0$.

(2) Legyen $E_{ij}(k) = -\log(P_r(d_{ij}, c_i - A_k))$.

(3) A legmegbízhatóbb

$$\mathfrak{R}_k : \min_{\mathfrak{R}} \sum_{i_j \in \mathfrak{R}} E_{ij}(k). \quad (5.7)$$

útvonal kiválasztása Bellman–Ford algoritmussal.

(4) Legyen A_{k+1} , amelyre

$$\prod_{i_j \in \mathfrak{R}_k} P_r(d_{i,i+1}, c_i - A_{k+1}) = 1 - \varepsilon. \quad (5.8)$$

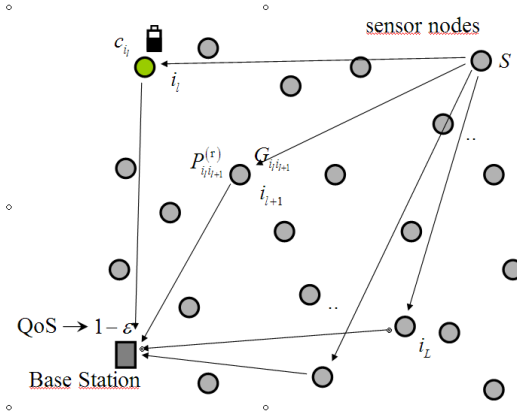
Legyen $k = k + 1$. Ha $A_k > A_{k-1}$ GOTO (2).

(5) Ha $A_k > 0$, akkor az optimális megoldásban vagyunk, egyébként nincs megoldás.

A fenti algoritmus polinomiális időben a globális optimumhoz konvergál, amelynek bizonyítása a disszertáció harmadik fejezetében található.

II.2. A modellt kiterjesztettem arra az esetre is, amikor a csomagtovábbítás több, alternatív útvonalon történik a megbízhatóság növelése végett. Bebizonyítottam, hogy az algoritmus az optimális megoldáshoz konvergál $\mathcal{O}(N \log N)$ komplexitásban.

A kiterjesztett modellben több vevő is hallhatja és továbbíthatja a forrás csomagját, melyet az 5.5. ábra szemléltet.



5.5. ábra. Alternatív útvonalakat használó routing.

A cél az volt, hogy találjunk olyan $\mathfrak{S}_{opt} = \{i_1, i_2, \dots, i_L\}$ node halmazt és a node-khoz tartozó $\mathbf{G}_{opt} = \{G_{i_1}, \dots, G_{i_L}\}$ átviteli energiákat, melyek teljesítik $P(\text{BS}) \geq 1 - \varepsilon$ előírt megbízhatósági feltételt és maximalizálják a minimálisan megmaradó energiát. Ezért az új modellben a cél

$$\mathfrak{S}_{opt}, \mathbf{G}_{opt} : \max_{\mathfrak{S}, \mathbf{g}} \left\{ \min_i (c_i - G_i) \right\}, \quad (5.9)$$

$$P(\text{BS}) = 1 - \left(1 - \Psi(d_{S,G}, G_S) \right) \prod_{i \in \mathfrak{C}} \left(1 - \Psi(d_{S,i}, G_S) \Psi(d_{i,G}, G_i) \right) \geq 1 - \varepsilon$$

kényszer mellett. A fenti feladat megoldása a következő algoritmussal polinom időben megtalálható:

- (1) Legyen $\mathfrak{S}_1 = \{ \}$. Jelölje $A_{\mathfrak{S}_1}$ a forrás S node megmaradó energiáját abban az esetben, ha a forrás közvetlenül a BS-be küldi a csomagját. Legyen $k = 1$.
- (2) Ha $\exists v$ node, amelyre $c_v > A_{\mathfrak{S}_k}$ akkor GOTO (4).
- (3) Jelölje i , azt a node-ot, amelyre teljesül, hogy $i = \arg \max_v \{c_v \mid c_v > A_{\mathfrak{S}_k}\}$. Legyen $\mathfrak{S}_{k+1} = \mathfrak{S}_k \cup i$ és $k = k + 1$. GOTO (2).
- (4) Ha $A_{\mathfrak{S}_k} > 0$ akkor az optimális megoldásban vagyunk, egyébként nincs megoldás.

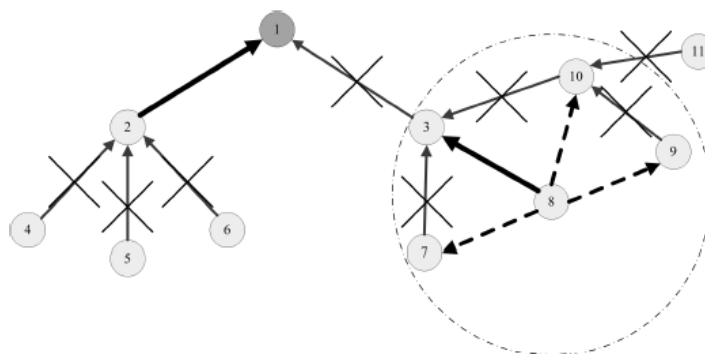
III. Téziscsoport: A sztochasztikus modellezés és kombinatorikus optimalizálás segítségével új szinkron és aszinkron csatorna-hozzáférési protollokat vezettem be, amelyek képesek az adatforgalmat adott időkorlát mellett a BS-re juttatni minimális energiafogyasztás mellett. Adott késleltetés mellett 0,5X-re csökkenthető egy ad-hoc hálózat energiafogyasztása.

(A tézishoz kapcsolódó publikációk: [S4,S8,S9,S10,S12].)

Vezetéknélküli ad-hoc és szenzor hálózatok esetén két típusú forgalom feltételezhető: determinisztikus és sztochasztikus. A determinisztikus esetben az adatgyűjtő hálózat célja, hogy az $1, 2, \dots, N$ node-okon generálódott X_1, X_2, \dots, X_N darab csomagot T időkorlát alatt a BS-re juttasson. Determinisztikus forgalomnál tervezhető olyan TDMA ütemezés, amelynél csak akkor van bekapcsolva egy node, ha csomagot ad vagy fogad. Az energiafogyasztás jelentős részét a routing eredményezi, mivel ez határozza meg, hogy ki hány csomagot ad illetve fogad. Azonban az ütemezéssel szignifikáns energia takarítható meg, hiszen a node-ok be- és kikapcsolása is energiafogyasztással jár. Ezért kérdés, hogy mi az a minimális energiafogyasztású TDMA ütemezés, amely mellett a csomagok BS-re jutása adott időkorláton belül megtörténik.

Jelölje az adott routingt \mathbf{R} mátrix, ahol R_{ij} akkor 1, ha az i -ik node a j -ik node-nak adja a csomagját. Az ütemezési megoldást jelölje \mathbf{S} mátrix, ahol S_{ik} akkor 1, amennyiben az i -ik node a k -ik ütemben egy csomagot tovább küld a j -ik node-nak ($R_{ij} = 1$). Ezek után olyan $\mathbf{S}^{(\text{opt})}$ mátrix konstruálása a cél, amire igaz, hogy az energiafogyasztás minimális, olyan feltételek mellett, hogy

- (1) ne legyen ütközés a hálózatban, azaz csak olyan linkek adhatnak egy időben, amelyek nem zavarják egymást (5.6. ábra);
- (2) mindenki annyi csomagot küldjön, amennyi a forgalmi és routing feltételekből következik;
- (3) egy node csak akkor küldjön csomagot, ha van nála csomag.



5.6. ábra. Interferencia limitáltság WSN-ben.

A következő altézis a fenti feladatot kvadratikus optimalizálásra vezeti vissza, amely már polinomiális időben is megoldható különböző heurisztikus módszerekkel, pl. Hopfield hálózattal.

III.1. Kvadratikus optimalizálás segítségével olyan új ütemezési algoritmusokat vezettem be, melyek képesek egy előírt adatmennyiséget egy adott időkorlát mellett a BS-re juttatni, úgy, hogy közben minimális energiafogyasztás történik. Ezek alapján a kvadratikus optimalizálásra használt algoritmusok bármelyikével, pl. Hopfield hálózattal a feladat $\mathcal{O}(N^2L^2)$ komplexitásban megoldható.

Jelölje \mathbf{s} vektor az \mathbf{S} mátrix oszlop folytonos reprezentációját, ahol $s(i) = S_{\lceil i/N \rceil, \text{mod}(i-1, N)+1}$. Az optimális \mathbf{s}_{opt} , amely minimalizálja az energiafogyasztást (1)-(3) feltétel mellett egy $\mathbf{s}_{opt} = \arg \min_{\mathbf{s}} \{ \mathbf{s}^T \mathbf{W} \mathbf{s} - 2 \mathbf{s}^T \mathbf{b} \}$ kvadratikus minimalizálásra alakítható, ahol $\mathbf{W} = \mathbf{W}_0 + \alpha \mathbf{W}_1 + \beta \mathbf{W}_2 + \gamma \mathbf{W}_3$, $\mathbf{b} = \mathbf{b}_0 + \beta \mathbf{b}_2 + \gamma \mathbf{b}_3$, és α, β, γ pedig heurisztikus paraméterek. A fenti kvadratikus tag $\mathbf{W}_0, \mathbf{b}_0$ komponensei

$$\mathbf{W}_0 = \begin{pmatrix} \mathbf{0}_{N \times N} & -\mathbf{I}_{N \times N} & \mathbf{0}_{N \times N} & \cdots & \mathbf{0}_{N \times N} \\ -\mathbf{I}_{N \times N} & \mathbf{0}_{N \times N} & -\mathbf{I}_{N \times N} & \cdots & \mathbf{0}_{N \times N} \\ \mathbf{0}_{N \times N} & -\mathbf{I}_{N \times N} & \ddots & \ddots & \vdots \\ \vdots & \vdots & \ddots & \ddots & -\mathbf{I}_{N \times N} \\ \mathbf{0}_{N \times N} & \mathbf{0}_{N \times N} & \cdots & -\mathbf{I}_{N \times N} & \mathbf{0}_{N \times N} \end{pmatrix}, \mathbf{b}_0 = - \begin{pmatrix} 0.5 \\ 1 \\ \vdots \\ 1 \\ 0.5 \end{pmatrix}. \quad (5.10)$$

Egy $\mathbf{F}_{N \times N} = \mathbf{A}^2 + \mathbf{A} - \text{sgn}(\mathbf{A})$ interferencia mátrix - ahol $F_{ij} = 1$, ha az i -ik node nem adhat, ha a j -ik node ad - mellett

$$\mathbf{W}_1 = \begin{pmatrix} \mathbf{F}_{N \times N} & \mathbf{0}_{N \times N} & \cdots & \mathbf{0}_{N \times N} \\ \mathbf{0}_{N \times N} & \mathbf{F}_{N \times N} & \cdots & \mathbf{0}_{N \times N} \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ \mathbf{0}_{N \times N} & \mathbf{0}_{N \times N} & \cdots & \mathbf{F}_{N \times N} \end{pmatrix}. \quad (5.11)$$

Adott \mathbf{x} esetén kiszámolható a \mathbf{z} aggregált forgalom - ahol z_i azon csomagok számát jelenti, amit az i -ik node-nak tovább kell küldenie - és

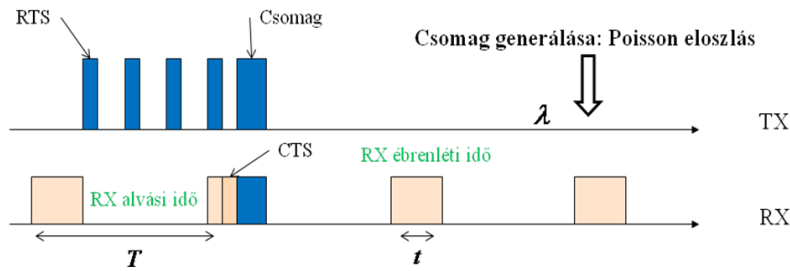
$$\mathbf{W}_2 = \begin{pmatrix} \mathbf{I}_{N \times N} & \mathbf{I}_{N \times N} & \cdots & \mathbf{I}_{N \times N} \\ \mathbf{I}_{N \times N} & \mathbf{I}_{N \times N} & \cdots & \mathbf{I}_{N \times N} \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ \mathbf{I}_{N \times N} & \mathbf{I}_{N \times N} & \cdots & \mathbf{I}_{N \times N} \end{pmatrix}, \mathbf{b}_2 = 0.5 \begin{pmatrix} \mathbf{z} \\ \mathbf{z} \\ \vdots \\ \mathbf{z} \end{pmatrix}. \quad (5.12)$$

Végül $\mathbf{W}_3 = \mathbf{D} \mathbf{D}^T$ és $\mathbf{b}_3 = (\mathbf{x}^T - \mathbf{1}, \mathbf{x}^T - \mathbf{1}, \dots, \mathbf{x}^T - \mathbf{1})^T$, ahol

$$\mathbf{D} = \begin{pmatrix} \mathbf{I}_{N \times N} - \mathbf{R} & \mathbf{0}_{N \times N} & \cdots & \mathbf{0}_{N \times N} \\ \mathbf{0}_{N \times N} & \mathbf{I}_{N \times N} - \mathbf{R} & \cdots & \mathbf{0}_{N \times N} \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ \mathbf{0}_{N \times N} & \mathbf{0}_{N \times N} & \cdots & \mathbf{0}_{N \times N} - \mathbf{R} \end{pmatrix}. \quad (5.13)$$

III.2. Megadtam az analitikus összefüggést egy link energiafogyasztása, késleltetése és csatorna ellenőrzési ideje között véletlen forgalom esetén. Ezen analitikus függvény alapján sikerült optimalizálni az aszinkron MAC protokollt Poisson típusú forgalmak mellett.

A sztochasztikus esetben az X_1, X_2, \dots, X_N változókat Poisson eloszlású valószínűségi változókkal modelleztem $\lambda_1, \lambda_2, \dots, \lambda_N$ paraméterekkel. Ebben a szituációban a TDMA helyett véletlen hozzáférés a célszerű, hiszen a forgalom véletlenszerűen változik, ami TDMA esetén alacsony kihasználtságot eredményez. A véletlen link protokoll működését az 5.7. ábra szemlélteti.



5.7. ábra. Aszinkron csatorna hozzáférési protokoll.

Az ábra alapján látható, hogy egy csomag érkezésekor az adó csomagküldési kéréseket (RTS – Request to Send) küld maximum t időnként, így biztosítva, hogy a vevő T időn belül megkapja a kérést. Adott stratégia feltételezése mellett egy link energiafogyasztása egységnyi idő alatt

$$E(t, T) = \left(\frac{(1 + e^{-\lambda T})t}{2T} \right) + \left(\frac{1}{t} - \frac{1}{T} - \frac{e^{-\lambda t}}{1 - e^{-\lambda t}} \frac{1 - e^{-\lambda T}}{T} \right) t_{rts} + 2\lambda t_{pac}, \quad (5.14)$$

A protokoll optimalizálása annyit jelent, hogy adott λ_{ij} esetén keressük, azt az optimális $t_{ij}^{(opt)}, T_{ij}^{(opt)}$ megoldást, amely minimalizálja az $E(t_{ij}, T_{ij})$ energiafogyasztást. Az $E(t, T)$ formula T függvényében monoton csökken és konvex, ezért M hop hosszú lánc esetén T megengedett end-to-end késleltetés mellett, az optimális $T_{ij}^{(opt)} = \frac{T}{M}$. A fentiek alapján adott routing fa esetén olyan optimális link beállítások realizálódhatnak egy lánc linkjein, amelyre az energiafogyasztás minimális, de a csomagok T idő alatt a BS-re jutnak.

5.2. A tézisek összefoglalása

Megállapítható, hogy mindhárom téziscsoportban sikerült olyan új módszereket kifejleszteni, mely algoritmusok (i) teljesítőképessége meghaladja a hagyományos módszereket; (ii) új kényszerfeltételek mellett is képesek az optimális megoldás megtalálására; (iii) komplexitásukban polinomiálisak, ezért real-time implementálásra

alkalmasak; és (iv) mindegyike széles körben alkalmazható olyan rendszerekben, ahol WSN illetve ad-hoc kommunikációval történik az adatgyűjtés.

Ezeknek a kritériumoknak a teljesítésével sikerült a disszertáció általános célkitűzését kielégíteni.

5.3. A tézisek alkalmazhatósága

A tézisek alkalmazhatóságát a következő táblázat foglalja össze:

5.1. TÁBLÁZAT: A VIZSGÁLATOK SORÁN FELHASZNÁLT MODELLEK ÉS AZ ALKALMAZOTT APPARÁTUSOK.

Kutatási terület	Teljesítőkéesség mértéke	Az eredmények alkalmazási területe
optimális csatorna-hozzáférés	energiafogyasztás, késleltetés	riasztás, lokalizáció, egészségügyi monitorozás
optimális útvonalkeresés gráfokon	élettartam, megbízhatóság	viselkedés monitorozása, ipari gépek ellenőrzése, környezeti monitorozás
adaptív csatornaki egyenlítés	bithiba-valószínűség, energiafogyasztás	multimédiás szolgáltatások energia limitált vezeték nélküli eszközökön

A fentiek alapján a tézisek algoritmikus megoldásokat nyújtanak a jelenlegi vezeték nélküli hálózati technológiák kérdéseire. A tézisek eredményei alapján lehetségessé válik minden olyan monitoring rendszer tervezése, amely energiatudatosságot igényel. A sokfajta lehetőségből három alkalmazást ragadok ki.

Spektrális hatékonyság növelése a mobilhálózati technológiákban

Napjainkban az okostelefonok segítségével akár nagy adatsebességet igénylő multimédiás tartalom is elérhető. Ezen alkalmazásokat támogató technológia elengedhetetlen követelménye a spektrális hatékonyság, hiszen a szolgáltató célja a maximális adatátviteli sebesség biztosítása adott sáv szélesség mellett. Az első téziscsoport eredményei az adaptív csatornaki egyenlítési algoritmusok segítségével biztosítják a nagysebességű adatátvitelt igénylő technológiák továbbfejlesztését.

Egészségügyi és környezeti monitorozás

Az emberi test állapotának monitorozása (orvosi jelek mérése és továbbítása) is rádiós rendszerrel történik. Napjaink orvosi rendszerei a Bluetooth, WIFI, 3G, vagy Zigbee alapú IBAN megoldásokra támaszkodnak, amelyek más szolgáltatások kielégítésére jöttek létre [78,79]. Az implantált érzékelők esetén az élettartam maximalizálása különösen fontos, hiszen ebben az esetben az újratöltések gyakorisága jelentősen csökkentendő. A második téziscsoport energiatakarékos útvonal-keresési algoritmusaival jelentősen növelhető az élettartam, amely javítja az eszközt hordozó személy életminőségét.

Hatodik Fejezet

FÜGGELÉK

6.1. A disszertáció jelölésrendszere

A fejezet a dolgozatban használt jelöléseket magyarázza meg.

6.1.1. A második fejezetben használt jelölések

6.1. TÁBLÁZAT. A MÁSODIK FEJEZETBEN HASZNÁLTOS JELÖLÉSEK MAGYARÁZATAI

m	üzenet hossza	N	a kumulált csatorna impulzusválasz tartója
R	adatátviteli sebesség	g_n	csatorna identifikátor szűrő n -ik együtthatója
S	konstellációs méret	P_b	bithiba-valószínűség
T	szimbólum	η_k	feltranszformált zaj
σ_{Tm}	többutas terjedés miatti késleltetés szórása	PD	csúcstorzítás
y_k	k -ik ütemben átküldött bit	MSE	négyzetes hiba
$P(\)$	valószínűségi operátor	$E[\]$	várható érték operátor
h_n	n -ik eleme a csatorna impulzusválasznak	σ_η	a feltranszformált zaj szórása
L	a csatorna impulzusválasz tartója	$\Phi(\)$	Sztenderd normális eloszlás függvény
v_k	k -ik ütemben megjelenő zaj	P_b^{IS}	fontosság alapú mintavételezés alapú bithiba-valószínűség
N_0	a zaj szórásnégyzete	z_n	az n -ik átküldött bit realizációja
x_k	k -ik ütemben vett jel	K	domináns minták száma
w_j	j -ik eleme a kiegyenlítő szűrőnek	Y_K	domináns minták halmaza
J	a kiegyenlítő tartója	$\mu_\xi(\)$	ξ valószínűségi változó logaritmugeneráló függvénye
\tilde{y}_k	k -ik ütemben vett szűrt jel	P_b^{CH}	a bithib- valószínűség Chernoff korlátja
\hat{y}_k	k -ik ütemben detektált jel	P_b^{Ga}	a bithiba-valószínűség Gaussi becslése
q_n	a kumulált csatorna impulzusválasz	M	vevőantennák száma

6.1.2. A harmadik fejezetben használt jelölések

6.2. TÁBLÁZAT. A HARMADIK FEJEZETBEN HASZNÁLTOS JELÖLÉSEK MAGYARÁZATAI

P_r	csomag sikeres megérkezésének valószínűsége	E_{amp}	relatív átviteli teljesítmény egységnyi idő alatt
d	távolság	c_{max}	iniciális energiaállapot
Θ	csomag sikeres vételéhez szükséges jelzaj viszony	$c_i(k)$	i -ik <i>node</i> energiaállapota a k -ik ütemben
α	csillapítás	L	Egy multihop útvonal hossza
N_0	termikus zaj a vevőnél	$1-\varepsilon$	megbízhatósági kritérium
G	átviteli teljesítmény	K	domináns hullámok száma Rice fading esetén
\mathcal{R}	útvonal	N	node-ok száma
l	átküldött csomag hossza	\mathfrak{S}	relay node-ok halmaza
E_0	rádiós áramkör fogyasztása egységnyi idő alatt	$G = (V, E)$	a hálózatot reprezentáló gráf

6.1.3. A negyedik fejezetben használt jelölések

6.3. TÁBLÁZAT. A NEGYEDIK FEJEZETBEN HASZNÁLTOS JELÖLÉSEK MAGYARÁZATAI

\mathbf{A}	a hálózat szomszédságát leíró mátrix	\mathbf{s}	ütemezési vektor (az ütemezési mátrix ekvivalense)
$G = (V, E)$	a hálózatot reprezentáló gráf	\mathbf{W}	Hopfield hálózat súlymátrixa
\mathbf{R}	a routing fát reprezentáló mátrix	\mathbf{b}	Hopfield hálózat bias vektora
\mathbf{F}	az interferenciát leíró mátrix	$\mathbf{I}_{N \times N}$	$N \times N$ dimenziós egységmátrix
\mathbf{S}	ütemezési mátrix	T_B	rádiós chip byte ideje
$\mathbf{s}(k)$	az adó node-ok halmaza k -ik ütemben	λ	forgalmi intenzitás (Poisson folyamat paramétere)
\mathbf{z}	a kumulált adatforgalmat leíró vektor	T	megengedett link késleltetés
\mathbf{x}	a kezdeti adatforgalmat leíró vektor	t	vevő hallgatási intervalluma
$\mathbf{y}(k)$	forgalmi állapot vektor a k -ik ütemben	M	Egy multihop lánc hossza
L	ütemezési idő		

6.2. A disszertációban kimondott új tételek bizonyításai

A fejezet a dolgozatban kimondott új tételek bizonyítását mutatja be.

6.2.1. Tétel 2.1. bizonyítása

A bithiba-valószínűség $P_b^{\text{Ga}}(\mathbf{w})$ Gaussi közelítésének minimumhelyét az alábbi rekurzió szolgáltatja:

$$\mathbf{w}^{\text{Ga}}(k+1) = \mathbf{w}^{\text{Ga}}(k) - \Delta \cdot \underset{\mathbf{w}}{\text{grad}} P_b^{\text{Ga}}(\mathbf{w}), \quad (6.1)$$

amelynek stabil állapota a $\mathbf{w}_{\text{opt}}^{\text{Ga}}$ helyen lesz, ahol

$$\underset{\mathbf{w}}{\text{grad}} P_b^{\text{Ga}}(\mathbf{w}_{\text{opt}}^{\text{Ga}}) = 0. \quad (6.2)$$

A \mathbf{w}_m szerinti parciális deriváltak a következők:

$$\frac{\partial P_b^{\text{Ga}}}{\partial w_m} = \Phi \left(\frac{-q_0}{\sqrt{\sum_{n \neq k} q_{k-n}^2 + N_0 \|\mathbf{w}\|^2}} \right) \cdot \frac{q_0 \left(\sum_{n \neq k} h_{n-m} q_n + N_0 w_m \right)}{\left(\sum_{n \neq k} q_{k-n}^2 + N_0 \|\mathbf{w}\|^2 \right)^{3/2}}, \quad (6.3)$$

ahol $m = 1, \dots, J$. Ugyanakkor $m = 0$ esetén a parciális derivált a következő:

$$\frac{\partial P_b^{\text{Ga}}}{\partial w_0} = \varphi \left(\frac{-q_0}{\sqrt{\sum_{n \neq k} q_{k-n}^2 + N_0 \|\mathbf{w}\|^2}} \right) \cdot \frac{-h_0 \cdot \left(\sum_{n \neq k} q_{k-n}^2 + N_0 \|\mathbf{w}\|^2 \right) + q_0 \cdot \left(\sum_{n \neq k} h_n q_n + N_0 w_0 \right)}{\left(\sum_{n \neq k} q_{k-n}^2 + N_0 \|\mathbf{w}\|^2 \right)^{3/2}}, \quad (6.4)$$

ami kiemelés és rendezés után a következő alakra hozható:

$$\frac{\partial P_b^{\text{Ga}}}{\partial w_0} = \varphi \left(\frac{-q_0}{\sqrt{\sum_{n \neq k} q_{k-n}^2 + N_0 \|\mathbf{w}\|^2}} \right) \cdot q_0 \cdot \frac{\sum_{n \neq k} h_n q_n + N_0 w_0 - h_0 / q_0 \cdot \left(\sum_{n \neq k} q_{k-n}^2 + N_0 \|\mathbf{w}\|^2 \right)}{\left(\sum_{n \neq k} q_{k-n}^2 + N_0 \|\mathbf{w}\|^2 \right)^{3/2}}. \quad (6.5)$$

A gradiens zérushelyei (egyúttal a $\mathbf{w}_{\text{opt}}^{\text{Ga}}$ együtthatóvektor) a fenti gradiens tagok számlálójának zérushelyei alapján az alábbi egyenletrendszerből kapható meg:

$$\sum_{n \neq k} h_{n-m} q_n + N_0 w_m = 0 \quad m = 1, \dots, J, \quad (6.6)$$

és

$$\sum_{n \neq k} h_n q_n + N_0 w_0 - \frac{h_0}{q_0} \sum_{n \neq k} q_{k-n}^2 - \frac{h_0}{q_0} N_0 \sum_j w_j^2 = 0. \quad (6.7)$$

A bizonyítás következő lépésében az MMSE kiegyenlítőhöz kapcsolódó egyenletrendszert kell megvizsgálni:

$$\sum_l R_{m,l} w_l^{\text{MMSE}} = r_m, \quad (6.8)$$

ahol $m=0,1,\dots,J$. A vett jelre vonatkozó autokorreláció, ill. küldött és vett jel között értelmezett keresztkorreláció vektor a következő alakra hozhatók:

$$R_{ml} = E[x_{k-m} x_{k-l}] = \sum_i h_{i-m} h_{i-l} + N_0 \delta_{ml}, \text{ ill.} \quad (6.9)$$

$$r_m = \begin{cases} -h_0 & m=0 \\ 0 & m=1,2,\dots,J. \end{cases}$$

Az egyenletrendszerbe helyettesítve ezeket $m=1,\dots,J$ kapjuk a

$$\sum_n h_{n-m} q_n + N_0 w_m = r_m$$

egyenleteket, amelyek $m=1,\dots,J$ esetén megegyeznek a (6.6) egyenletekkel. A (6.7) egyenlet az alábbiak szerint két részre bontható:

$$\underbrace{\sum_{n \neq k} h_n q_n + N_0 w_0}_I - \underbrace{\frac{h_0}{q_0} \left(\sum_{n \neq k} q_n^2 + N_0 \sum_j w_j^2 \right)}_{II} = 0. \quad (6.10)$$

A II. részt tovább elemezve a következő írható

$$\begin{aligned} -\frac{h_0}{q_0} \left(\sum_{n \neq k} q_n^2 + N_0 \sum_j w_j^2 \right) &= -\frac{h_0}{q_0} \left(\sum_n \left(\sum_m w_m h_{n-m} \right) \left(\sum_l w_l h_{n-l} \right) - w_0^2 h_0^2 + N_0 \sum_j w_j^2 \right) = \\ &= -\frac{h_0}{q_0} \left(\sum_m \sum_l w_m w_l \sum_n (h_{n-l} h_{n-m}) + N_0 \sum_j w_j^2 - w_0^2 h_0^2 \right) = \\ &= -\frac{h_0}{q_0} \left(\sum_m w_m \left(\underbrace{\sum_n h_{n-m} q_n + N_0 w_m}_{=0} \right) - w_0^2 h_0^2 \right) = \\ &= \frac{w_0^2 h_0^3}{q_0}, \end{aligned} \quad (6.11)$$

ami $q_0 = w_0 h_0 = 1$ esetén h_0 lesz, amiből

$$\sum_n h_n q_n + N_0 w_0 = -h_0. \quad (6.12)$$

Ezzel $m=0,1,\dots,J$ esetén igazolódott, hogy a Gaussi közelítés minimumhelyét ugyanazon egyenlet megoldása adja, mint az MMSE kiegyenlítő esetén.

Q.E.D.

6.2.2. Tétel 2.2. bizonyítása

A tételt $M = 2$ esetre látom be, azonban az alábbiakhoz hasonlóan tetszőleges M esetén belátható.

$$\begin{aligned}
\text{MSE}^{(2)}(\mathbf{w}^{(1)}, \mathbf{w}^{(2)}) &= \mathbb{E}[y_k - \tilde{y}_k]^2 = \\
&\mathbb{E}\left[y_k - \left(\sum_j w_j^{(1)} x_{k-j}^{(1)} + \sum_j w_j^{(2)} x_{k-j}^{(2)}\right)\right]^2 = \mathbb{E}[y_k]^2 - \\
&-2\mathbb{E}\left[y_k \left(\sum_j w_j^{(1)} x_{k-j}^{(1)} + \sum_j w_j^{(2)} x_{k-j}^{(2)}\right)\right] + \mathbb{E}\left[\sum_j w_j^{(1)} x_{k-j}^{(1)} + \sum_j w_j^{(2)} x_{k-j}^{(2)}\right]^2 = \\
&= \mathbb{E}[y_k]^2 - 2\sum_j w_j^{(1)} \mathbb{E}[y_k x_{k-j}^{(1)}] - 2\sum_j w_j^{(2)} \mathbb{E}[y_k x_{k-j}^{(2)}] + \sum_i \sum_j w_i^{(1)} w_j^{(1)} \mathbb{E}[x_{k-i}^{(1)} x_{k-j}^{(1)}] + \\
&\quad + \sum_i \sum_j w_i^{(2)} w_j^{(2)} \mathbb{E}[x_{k-i}^{(2)} x_{k-j}^{(2)}] + 2\sum_i \sum_j w_i^{(1)} w_j^{(2)} \mathbb{E}[x_{k-i}^{(1)} x_{k-j}^{(2)}] = \\
&= \mathbb{E}[y_k]^2 - 2\mathbf{r}^{(1)\text{T}} \mathbf{w}^{(1)} - 2\mathbf{r}^{(2)\text{T}} \mathbf{w}^{(2)} + \mathbf{w}^{(1)\text{T}} \mathbf{R}^{(11)} \mathbf{w}^{(1)} + \mathbf{w}^{(2)\text{T}} \mathbf{R}^{(22)} \mathbf{w}^{(2)} + 2\mathbf{w}^{(1)\text{T}} \mathbf{R}^{(12)} \mathbf{w}^{(2)}.
\end{aligned} \tag{6.13}$$

Az $\mathbf{R}^{(12)} = \mathbf{R}^{(21)\text{T}}$ és ezért $\mathbf{w}^{(1)\text{T}} \mathbf{R}^{(12)} \mathbf{w}^{(2)} = \mathbf{w}^{(2)\text{T}} \mathbf{R}^{(21)} \mathbf{w}^{(1)}$, amiből következik, hogy

$$= \mathbb{E}[y_k]^2 - 2\sum_{m=1}^2 \mathbf{r}^{(m)\text{T}} \mathbf{w}^{(m)} + \sum_{m=1}^2 \sum_{n=1}^2 \mathbf{w}^{(m)\text{T}} \mathbf{R}^{(mn)} \mathbf{w}^{(n)} \tag{6.14}$$

Q.E.D.

6.2.3. Tétel 2.3. bizonyítása

Hasonlóan a 6.1.2.-ben bemutatott bizonyításhoz $M = 2$ esetre mutatom meg a tétel helyességét. Tekintsük (6.14)-ben felírt költségfüggvényt, amelyet minimalizálni szeretnénk:

$$\begin{aligned}
\text{MSE}^{(2)}(\mathbf{w}^{(1)}, \mathbf{w}^{(2)}) &= \mathbb{E}[y_k]^2 - 2\sum_{m=1}^2 \mathbf{r}^{(m)\text{T}} \mathbf{w}^{(m)} + \sum_{m=1}^2 \sum_{n=1}^2 \mathbf{w}^{(m)\text{T}} \mathbf{R}^{(mn)} \mathbf{w}^{(n)} = \\
&= \mathbb{E}[y_k]^2 - 2\mathbf{w}^{(1)\text{T}} \mathbf{r}^{(1)} - 2\mathbf{w}^{(2)\text{T}} \mathbf{r}^{(2)} + \mathbf{w}^{(1)\text{T}} \mathbf{R}^{(11)} \mathbf{w}^{(1)} + \mathbf{w}^{(2)\text{T}} \mathbf{R}^{(22)} \mathbf{w}^{(2)} + \\
&\quad + \mathbf{w}^{(1)\text{T}} \mathbf{R}^{(12)} \mathbf{w}^{(2)} + \mathbf{w}^{(2)\text{T}} \mathbf{R}^{(21)} \mathbf{w}^{(1)}.
\end{aligned} \tag{6.15}$$

Vizsgáljuk meg a $\frac{\partial \text{MSE}^{(2)}(\mathbf{w}^{(1)}, \mathbf{w}^{(2)})}{\partial \mathbf{w}^{(1)\text{T}}} = \mathbf{0}$ és $\frac{\partial \text{MSE}^{(2)}(\mathbf{w}^{(1)}, \mathbf{w}^{(2)})}{\partial \mathbf{w}^{(2)\text{T}}} = \mathbf{0}$ által

meghatározott egyenletrendszer:

$$\begin{aligned}
-2\mathbf{r}^{(1)} + 2\mathbf{R}^{(11)} \mathbf{w}^{(1)} + 2\mathbf{R}^{(12)} \mathbf{w}^{(2)} &= \mathbf{0} \\
-2\mathbf{r}^{(2)} + 2\mathbf{R}^{(22)} \mathbf{w}^{(2)} + 2\mathbf{R}^{(21)} \mathbf{w}^{(1)} &= \mathbf{0}
\end{aligned} \tag{6.16}$$

ami viszont éppen

$$\begin{bmatrix} \mathbf{R}^{(11)} & \mathbf{R}^{(12)} \\ \mathbf{R}^{(21)} & \mathbf{R}^{(22)} \end{bmatrix} \begin{bmatrix} \mathbf{w}^{(1)} \\ \mathbf{w}^{(2)} \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} \mathbf{r}^{(1)} \\ \mathbf{r}^{(2)} \end{bmatrix}. \quad (6.17)$$

Q.E.D.

6.2.4. Tétel 3.1. bizonyítása

Először belátjuk, hogy az (3.17) kényszerfeltétel helyett elegendő feltétel a következő:

$$\prod_{i_l \in \mathfrak{R}} P_r(d_{i_l i_{l+1}}, G_{i_l i_{l+1}}) = 1 - \varepsilon. \quad (6.18)$$

Indirekt módon tegyük fel, hogy (6.18) nem teljesül. Ekkor

$$\prod_{i_l \in \mathfrak{R}} P_r(d_{i_l i_{l+1}}, G_{i_l i_{l+1}}) > 1 - \varepsilon. \quad (6.19)$$

Ebben az esetben létezik olyan $\hat{\mathbf{G}} = (\hat{G}_{i_1 i_2}, \hat{G}_{i_2 i_3}, \dots, \hat{G}_{i_{L-1} i_L})$, amelyre $\hat{G}_{i_l i_{l+1}} < G_{i_l i_{l+1}}$, $i_l = \arg \min_{i_l} (c_{i_l} - G_{i_l i_{l+1}})$ és (6.18) teljesül. Ezért a (6.19) eset nem tárgya a vizsgálatnak. A tétel szerint, ha $\mathbf{G} = (G_{i_1 i_2}, G_{i_2 i_3}, \dots, G_{i_{L-1} i_L})$ megoldása (3.16)-nak, akkor $c_{i_l}(k+1) = A$, $\forall i_l$ esetén. Tegyük fel hogy ez nem igaz, azaz, hogy $c_{i_l}(k+1) = A_{i_l}$ jobb megoldást ad, azaz:

$$A < A_{i_l}, \forall i_l. \quad (6.20)$$

Rendezzük növekvő sorrendbe ezeket a megmaradó energiákat:

$$A_{i_1} < A_{i_2} \leq \dots \leq A_{i_L}. \quad (6.21)$$

Látható, hogy legalább egy megmaradó energia kisebb, mint a többi. Azonban, ha (6.20) és (6.21) igaz, akkor

$$\prod_{i_l \in \mathfrak{R}} P_r(d_{i_l i_{l+1}}, G_{i_l i_{l+1}}) < 1 - \varepsilon, \quad (6.22)$$

hiszen $P_r(\cdot)$ monoton csökkenő a megmaradó energia függvényében és A a (3.18) egyenlet megoldása. A (6.8) azonban ellentmond (3.17)-nek, ezért a hipotézist elvetjük.

Q.E.D.

6.2.5. Tétel 3.2. bizonyítása

Először megmutatom, hogy A_k monoton növekvő. Jelölje egy adott \mathfrak{R} útvonalhoz tartozó optimális megmaradó energiákat $A = F(\mathfrak{R})$, amely kiszámítható a (3.18) egyenletből. Legyen továbbá $\mathfrak{R} = R(A)$ a legmegbízhatóbb utat A megmaradó

bottleneck energia esetén. Jelölje egy \mathfrak{R}, A megoldás párhoz tartozó megbízhatóságot a következő függvény:

$$H(\mathfrak{R}, A) = \prod_{i_j \in \mathfrak{R}} P_r(d_{i_{i+1}}, c_{i_i} - A). \quad (6.23)$$

Ekkor

$$A_k = F(\mathfrak{R}_k). \quad (6.24)$$

olyan \mathfrak{R}_k, A_k párt kapunk, amely megoldás kielégíti az $(1-\varepsilon)$ feltételt. Ezután, az

$$\mathfrak{R}_{k+1} = R(A_k) \quad (6.25)$$

útvonal megbízhatóbb lesz $\mathfrak{R} = R(A)$ definíciója miatt, azaz:

$$H(\mathfrak{R}_{k+1}, A_k) > (1-\varepsilon). \quad (6.26)$$

Ha nincs megbízhatóbb út akkor fixpontba került az algoritmus. A $P_r(\)$ függvény monotonitása és (6.26) miatt az

$$A_{k+1} = F(\mathfrak{R}_{k+1}). \quad (6.27)$$

iteráció után $A_{k+1} > A_k$. A bizonyítás második részében azt látom be, hogy ha

$$A = F(R(A)) \quad (6.28)$$

fixpont, akkor

$$\exists A^* > A, A^* = F(R(A^*)). \quad (6.29)$$

Ezen állítás ekvivalens azzal, miszerint a kérdéses algoritmusnak csak egy fixpontja van a (3.16) probléma globális maximumában. Triviális, hogy (6.28) miatt

$$H(R(A), A) = 1 - \varepsilon. \quad (6.30)$$

Mivel $R(\)$ a legmegbízhatóbb utat választja ki, ezért

$$H(R'(A), A) \leq 1 - \varepsilon, \forall R'(A) \neq R(A). \quad (6.31)$$

Indirekt módon tegyük fel, hogy létezik $A^* > A$. Ebben az esetben viszont

$$H(R'(A^*), A^*) < 1 - \varepsilon, \forall R'(A^*) \neq R(A). \quad (6.32)$$

A (6.32) alapján A^* nem lehet megoldás, hiszen ellentmond (3.17)-nek.

Q.E.D.

6.2.6. Tétel 4.1. bizonyítása

Először belátom, hogy a minimalizálandó függvény a (4.37) és (4.42) alapján

$$E_1(\lambda, T, t) = E_1^{(\text{RX})}(\lambda, T, t) + E_1^{(\text{TX})}(\lambda, T, t) = \left(\frac{(1 + \exp(-\lambda T))t}{2T} \right) + \left(\frac{1}{T} - \frac{1}{t} - \frac{\exp(-\lambda t)}{1 - e^{-\lambda t}} \frac{1 - \exp(-\lambda T)}{T} \right) t^{(\text{RTS})} \quad (6.33)$$

T -ben konvex. Ez akkor teljesül, ha

$$\frac{\partial E_1(\lambda, T, t)}{\partial T^2} > 0. \quad (6.34)$$

A fenti egyenlőtlenség biztosítva van a következő esetben:

$$t > 2t^{(\text{RTS})}. \quad (6.35)$$

A (6.35) egyenlőtlenség azt jelenti, hogy a vevő legalább kétszer annyi időre kapcsol be periódusonként, mint amekkora az RTS üzenet hossza. Mivel egy tipikus RTS hossza maximum $5ms$, ez a feltételezés helyénvaló, azaz $E_1(\lambda, T, t)$ konvex. Egy tetszőleges $f(x, y)$ többváltozós x -ben konvex függvényre igaz a következő állítás:

$$f(x, y) \text{ konvex} \rightarrow \min_y f(x, y) \text{ is konvex}. \quad (6.36)$$

A fenti állítás alapján kijelenthető hogy a (4.45)-ben szereplő optimális $E_1(\lambda, T, t^{(\text{opt})})$ T paraméterében konvex. Végül, használjuk fel a $f(x)$ x -ben konvex függvény esetén a következő állítást:

$$f\left(\frac{\sum_{i=1}^M x_i}{M}\right) \leq \frac{\sum_{i=1}^M f(x_i)}{M}, \quad \forall x_i. \quad (6.37)$$

Átalakítva a következőt kapjuk:

$$Mf\left(\frac{\sum_{i=1}^M x_i}{M}\right) \leq \sum_{i=1}^M f(x_i). \quad (6.38)$$

Az $E_1(\lambda, T, t^{(\text{opt})})$ függvény visszahelyettesítve az előző formulába:

$$ME_1\left(\lambda, \left(\frac{\sum_{i=1}^M T_i}{M}\right), t^{(\text{opt})}\right) \leq \sum_{i=1}^M E_1(\lambda, T_i, t^{(\text{opt})}). \quad (6.39)$$

Mivel a feltétel $\sum_{i=1}^M T_i = \delta$, ezért

$$ME_1\left(\lambda, \left(\frac{\delta}{M}\right), t^{(\text{opt})}\right) \leq \sum_{i=1}^M E_1\left(\lambda, T_i, t^{(\text{opt})}\right), \quad (6.40)$$

azaz $T_i^{(\text{opt})} = \frac{\delta}{M}$ ez optimális link késleltetés.

Q.E.D.

A SZERZŐ PUBLIKÁCIÓI

Könyvfejezetben

- [S1] J. Levendovszky, A. Olah, **G. Treplan**, L. Tran-Thanh, "Reliability-Based Routing Algorithms for Energy-Aware Communication in Wireless Sensor Networks," in *Performance Models and Risk Management in Communications Systems, Springer Optimization and Its Applications*, 2011, Volume 46, pp. 93-126.

Folyóiratokban

- [S2] J. Levendovszky, L. Tran-Thanh, **G. Treplan**, G. Kiss, "Fading-aware reliable and energy efficient routing in wireless sensor networks," in *Special Issue: Heterogeneous Networks: Traffic Engineering and Performance Evaluation, Elsevier Journal Computer Communications*, November, 2010, Volume 33, pp. S102-S109.
- [S3] L. Kovacs, J. Levendovszky, A. Olah, **G. Treplan**, "Approximate Minimum Bit Error Rate Equalization for Fading Channels," in *EURASIP Journal on Advances in Signal Processing 2010*, Volume 7, pp. 1-9.
- [S4] **G. Treplan**, K. Tornai, J. Levendovszky, "Quadratic Programming for TDMA Scheduling in Wireless Sensor Networks," in *International Journal of Distributed Sensor Networks*, Volume 2011, Article ID 107062, 17 pages, 2011.

Konferenciákon

- [S5] **G. Treplan**, L. Tran-Thanh, A. Olah, J. Levendovszky, "Reliable and energy aware routing protocols for WSN," in *Proceedings of the 17th International Conference on Software, Telecommunications and Computer Networks*, September 2009, pp. 171-175
- [S6] L. Kovacs, A. Olah, **G. Treplan**, "Adaptive MMSE equalization of SIMO channels," in *Proceedings of the 1st International and Scientific Expert Conference TEAM 2009*, December 2009, pp. 214-218.
- [S7] **G. Treplan**, L. Tran-Thanh, A. Olah, J. Levendovszky, "Energy Efficient Reliable Cooperative Multipath Routing in Wireless Sensor Network," in *Proceedings of World Academy of Science, Engineering and Technology*, Issue 67, July 2010, pp. 644-649.
- [S8] J. Levendovszky, E. Laszlo, K. Tornai, **G. Treplan**, "Optimal pricing based resource management," in *International Conference on Operations Research Munich 2010*, September 2010, pp. 169.
- [S9] J. Levendovszky, A. Olah, K. Tornai, **G. Treplan**, "Novel load balancing algorithms ensuring uniform packet loss probabilities for WSN," *accepted in Proceedings of 2011 IEEE 73rd Vehicular Technology Conference*, May 2011.
- [S10] J. Levendovszky, E. Laszlo, K. Tornai, **G. Treplan**, "Novel load balancing scheduling algorithms for Wireless Sensor Networks," in *Proceedings of The Fourth International Conference on Communication Theory, Reliability, and Quality of Service*, April 2011, pp. 54-59.
- [S11] I. Reguly, **G. Treplan**, A. Olah, "Fading channel models and channel estimation protocols for WSNs," Accepted in *ICUMT'11 - 3rd International Congress on Ultra Modern Telecommunications and Control Systems*.

- [S12] K. Tornai, **G. Treplan**, J. Levendovszky. “Reliability Based Energy Efficient Spanning Tree Search in Wireless Sensor Networks.” *Under submission to WiOpt’12 - 10th International Symposium of Modeling and Optimization of Mobile, Ad Hoc, and Wireless Network.*

BIBLIOGRÁFIA

- [1] S. Haykin, *Adaptive Filter Theory, 4th Edition*, Prentice Hall, 2001.
- [2] E.J. Weldon, with R.W. Lucky and J. Salz, *Principles of Data Communication*, McGraw-Hill Inc., US, 1968.
- [3] B. Widrow and S.D. Stearns, *Adaptive signal processing*, Prentice Hall, 1985.
- [4] H.J. Kushner and D.S. Clark, *Stochastic approximation methods for constrained and unconstrained systems*, Springer Verlag, 1978.
- [5] C.A. Belfiore and J.H. Park, “Decision feedback equalization,” *Proceedings of the IEEE*, vol. 67, 1979, pp. 1143-1156.
- [6] O. Shimbo and M. Celebiler, “The Probability of Error Due to Intersymbol Interference and Gaussian Noise in Digital Communication Systems,” *IEEE Trans. Communication Technology*, vol. 19, 1971, pp. 113-119.
- [7] J.R. Barry, “Adaptive minimum bit-error rate equalization for binary signaling,” *IEEE Transactions on Communications*, vol. 48, Jul. 2000, pp. 1226-1235.
- [8] J. Levendovszky and L. Kovacs, “A new blind signal processing algorithm for decorrelation and channel equalization,” *3rd EURASIP-IEEE Region8 Symposium on Video Processing and Multimedia Communications*, 2001, p. 135–138.
- [9] L. Kovacs, J. Levendovszky, and E.C. Van Der Meulen, “A novel blind channel equalization algorithm for minimizing the peak distortion in DS-CDMA systems,” *WSEAS Transactions on Communications*, vol. 6, 2007, pp. 289-294.
- [10] J. Levendovszky and A. Olah, “Novel adaptive channel equalization algorithms by statistical sampling,” *International Journal of Applied Science, Engineering and Technology*, vol. 2, 2006, pp. 198-205.
- [11] G. Jeney, J. Levendovszky, and L. Kovacs, “Blind adaptive stochastic neural network for multiuser detection,” *IEEE VTS 53rd Vehicular Technology Conference, Spring 2001. Proceedings (Cat. No.01CH37202)*, IEEE, , pp. 1868-1872.
- [12] J. Levendovszky, L. Kovacs, and E.C. van der Meulen, “Minimum Probability of Error-Based Equalization Algorithms for Fading Channels,” *EURASIP Journal on Wireless Communications and Networking*, vol. 2007, 2007, pp. 1-12.
- [13] A. Goldsmith, *Wireless Communications*, Cambridge University Press, 2005.
- [14] A.S. Tanenbaum, *Computer Networks (4th Edition)*, Prentice Hall, 2002.
- [15] C. Perkins and E. Royer, “Ad-hoc On-Demand Distance Vector Routing,” *In Proceedings of the 2nd IEEE Workshop on Mobile Computing Systems and Applications*, 1997, pp. 90-100.
- [16] C. Intanagonwiwat, R. Govindan, and D. Estrin, “Directed diffusion for wireless sensor networking,” *IEEE/ACM Transactions on Networking*, vol. 11, 2003, pp. 2-16.
- [17] W.R. Heinzelman, A. Chandrakasan, and H. Balakrishnan, “Energy-efficient communication protocol for wireless microsensor networks,” *Proceedings of the*

- 33rd Annual Hawaii International Conference on System Sciences*, IEEE Comput. Soc, 2000, p. 10.
- [18] F. Xiangning and S. Yulin, "Improvement on LEACH Protocol of Wireless Sensor Network," *2007 International Conference on Sensor Technologies and Applications (SENSORCOMM 2007)*, IEEE, 2007, pp. 260-264.
- [19] H.Ö. Tan and I. Körpeoğlu, "Power efficient data gathering and aggregation in wireless sensor networks," *ACM SIGMOD Record*, vol. 32, Dec. 2003, p. 66.
- [20] S. Lindsey and C.S. Raghavendra, "PEGASIS: Power-efficient gathering in sensor information systems," *Proceedings, IEEE Aerospace Conference*, IEEE, 2002, pp. 3-1125-3-1130.
- [21] D.S.J. De Couto, D. Aguayo, J. Bicket, and R. Morris, "A high-throughput path metric for multi-hop wireless routing," *Wirel. Netw.*, vol. 11, 2005, pp. 419-434.
- [22] L. Tran-Thanh and J. Leventovszky, "A novel reliability based routing protocol for power aware communications in wireless sensor networks," *WCNC'09: Proceedings of the 2009 IEEE conference on Wireless Communications & Networking Conference*, Piscataway, NJ, USA: IEEE Press, 2009, pp. 2308-2313.
- [23] A.J. Goldsmith and S.B. Wicker, "Design challenges for energy-constrained ad hoc wireless networks," *IEEE Wireless Communications*, vol. 9, Aug. 2002, pp. 8-27.
- [24] M. Haenggi, "On Routing in Random Rayleigh Fading Networks," *IEEE Transactions on Wireless Communications*, vol. 4, 2005, pp. 1553-1562.
- [25] W. Ye, J. Heidemann, and D. Estrin, "An Energy-Efficient MAC protocol for Wireless Sensor Networks," *Proceedings of the IEEE Infocom*, New York, NY, USA: IEEE, 2002, pp. 1567-1576.
- [26] J. Polastre, J. Hill, and D. Culler, "Versatile low power media access for wireless sensor networks," *Proceedings of the 2nd international conference on Embedded networked sensor systems - SenSys '04*, New York, New York, USA: ACM Press, 2004, p. 95.
- [27] M. Buettner, G.V. Yee, E. Anderson, and R. Han, "X-MAC: a short preamble MAC protocol for duty-cycled wireless sensor networks," *Proceedings of the 4th international conference on Embedded networked sensor systems*, New York, NY, USA: ACM, 2006, pp. 307-320.
- [28] S.C. Ergen and P. Varaiya, "TDMA scheduling algorithms for wireless sensor networks," *Wireless Networks*, vol. 16, May. 2009, pp. 985-997.
- [29] R. Madan, A. Goldsmith, and S. Lall, "Energy-delay tradeoffs for data collection in TDMA-based sensor networks," *IEEE International Conference on Communications, 2005. ICC 2005. 2005*, IEEE, 2005, pp. 3278-3284.
- [30] O.D. Incel, A. Ghosh, and B. Krishnamachari, *Scheduling Algorithms for Tree-Based Data Collection in Wireless Sensor Networks*, Springer, 2011.
- [31] S. Ramanathan, "A unified framework and algorithm for channel assignment in wireless networks," *Wirel. Netw.*, vol. 5, 1999, pp. 81-94.
- [32] W.-Z. Song, R. Huang, B. Shirazi, and R. LaHusen, "TreeMAC: Localized TDMA MAC protocol for real-time high-data-rate sensor networks," *Pervasive Computing and Communications, 2009. PerCom 2009. IEEE International Conference on*, 2009, pp. 1-10.
- [33] S. Cui, R. Madan, A. Goldsmith, and S. Lall, "Cross-Layer Energy and Delay Optimization in Small-Scale Sensor Networks," *IEEE Transactions on Wireless Communications*, vol. 6, Oct. 2007, pp. 3688-3699.

-
- [34] S. Kompella, J.E. Wieselthier, A. Ephremides, H.D. Sherali, and G.D. Nguyen, "On Optimal SINR-Based Scheduling in Multihop Wireless Networks," *IEEE/ACM Transactions on Networking*, vol. 18, Dec. 2010, pp. 1713-1724.
- [35] A.G. Ruzzelli, G.M.P. O'Hare, M.J. O'Grady, and R. Jurdak, "MERLIN: Cross-layer Integration of MAC and Routing for Low Duty-Cycle Sensor Networks," *Special Issue of Elsevier Ad Hoc Networks Journal*, Dec. 2007.
- [36] J. Gunther and T. Moon, "Minimum bayes risk adaptive linear equalizers," *IEEE Trans. Signal Processing*, vol. 57, 2009, pp. 4788-4799.
- [37] W.H. Gerstacker and R. Schober, "Equalization Concepts for EDGE," *IEEE Trans. Wireless Communications*, vol. 1, 2002, pp. 190-199.
- [38] J. Proakis, *Digital Communications*, McGraw-Hill, 2001.
- [39] J. Proakis and S. Shamai, with E. Biglieri, "Fading Channels: Information-Theoretic and Communications Aspects," *IEEE Trans. Information Theory*, vol. 44, 1998, pp. 2619-2692.
- [40] T. Kailath, "A least-squares approach to blind channel identification," *IEEE Transactions on Signal Processing*, vol. 43, 1995, pp. 2982-2993.
- [41] N. Nefedov, M. Pukkila, R. Visoz, and A.O. Berthet, "Iterative receiver concept for TDMA packet data systems," *European Transactions on Telecommunications*, vol. 14, 2003, pp. 457-469.
- [42] S. Badri-Hoehner, P. Hoehner, and W. Xu, "Single Antenna Interference Cancellation (SAIC) for Cellular TDMA Networks by Means of Decoupled Linear Filtering/Nonlinear Detection," *2006 IEEE 17th International Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications*, Sep. 2006, pp. 1-5.
- [43] C. Yeh and J.R. Barry, "Adaptive minimum bit-error rate equalization for binary signaling," *IEEE Trans. Communications*, vol. 48, 2000, pp. 1226-1235.
- [44] V. Li and J. Silvester, "Performance Analysis of Networks with Unreliable Components," *IEEE Trans. Communications*, vol. 32, 1984, pp. 1105-1110.
- [45] H. Fischer, *Theory, A History of the Central Limit Theorem: From Classical to Modern Probability*, Springer, 2010.
- [46] H. Chernoff, "A measure of asymptotic efficiency for tests of a hypothesis based on the sum of observations," *Annals of Math. Stat.*, vol. 23, 1952, pp. 493-507.
- [47] G. Bauch, P. Tejera, C. Guthy, W. Utschick, J.A. Nossek, M. Herdin, J. Nielsen, J.B. Andersen, E. Steinbach, and S. Khan, *Multuser MIMO: Principle, Performance in Measured Channels and Applicable Service*, IEEE, 2007.
- [48] M. Failli, *Digital land mobile radio communications COST 207*, 1989.
- [49] A.M. Baksho, S. Dasgupta, J.S. Garnett, and C.R. Johnson, "On the similarity of conditions for an open-eye channel and for signed filtered error adaptive filter stability," *[1991] Proceedings of the 30th IEEE Conference on Decision and Control*, IEEE, , pp. 1786-1787.
- [50] I. Akyildiz, T. Melodia, and K. Chowdhury, "A survey on wireless multimedia sensor networks," *Computer Networks*, vol. 51, Mar. 2007, pp. 921-960.
- [51] R. Jurdak, A.G. Ruzzelli, and G.M.P. O'Hare, "Adaptive Radio Modes in Sensor Networks: How Deep to Sleep?," *2008 5th Annual IEEE Communications Society Conference on Sensor, Mesh and Ad Hoc Communications and Networks*, IEEE, 2008, pp. 386-394.
- [52] CAPSIL, "Mica2 Technical Parameters," 2010.

-
- [53] A. Abdi, C. Tepedelenlioglu, M. Kaveh, and G. Giannakis, "On the estimation of the K parameter for the Rice fading distribution," *IEEE Communications Letters*, vol. 5, 2001, pp. 92-94.
- [54] D. Puccinelli and M. Haenggi, "Wireless sensor networks: applications and challenges of ubiquitous sensing," *Circuits and Systems Magazine, IEEE*, vol. 5, 2005, pp. 19-31.
- [55] A. Abbasi and M. Younis, "A survey on clustering algorithms for wireless sensor networks," *Computer Communications*, vol. 30, Oct. 2007, pp. 2826-2841.
- [56] R.E. Bellman, "On a Routing Problem," *Quarterly of Applied Mathematics*, vol. 16, 1958, pp. 87-90.
- [57] G. Treplan, L. Tran-Thanh, A. Olah, and J. Levendovszky, "Reliable and energy aware routing protocols for wireless sensor networks," *Software, Telecommunications & Computer Networks, 2009. SoftCOM 2009. 17th International Conference on*, IEEE, 2009, p. 171-175.
- [58] D.P. Bertsekas, *Nonlinear Programming*, Athena Scientific, 1999.
- [59] G. Treplan, L. Tran-thanh, and J. Levendovszky, "Energy Efficient Reliable Cooperative Multipath Routing in Wireless Sensor Networks," *World Academy of Science, Engineering and Technology* 68, 2010, pp. 1366-1371.
- [60] R. Jurdak, C.V. Lopes, and P. Baldi, "A survey, classification and comparative analysis of medium access control protocols for ad hoc networks," *IEEE Communications Surveys & Tutorials*, vol. 6, 2004, pp. 2-16.
- [61] O. Durmaz Incel, A. Ghosh, B. Krishnamachari, and K. Chintalapudi, "Fast Data Collection in Tree-Based Wireless Sensor Networks," *IEEE Transactions on Mobile Computing*, vol. 99, 2011, pp. 1-14.
- [62] M. Maroti, B. Kusy, G. Simon, and Ak. Ledeczi, "The flooding time synchronization protocol," *Proceedings of the 2nd international conference on Embedded networked sensor systems - SenSys '04*, New York, New York, USA: ACM Press, 2004, p. 39.
- [63] G.P. Halkes, T. Dam, and K.G. Langendoen, "Comparing Energy-Saving MAC Protocols for Wireless Sensor Networks," *Mobile Networks and Applications*, vol. 10, Oct. 2005, pp. 783-791.
- [64] M. Schuts, F. Zhu, F. Heidarian, and F. Vaandrager, "Modelling Clock Synchronization in the Chess gMAC WSN Protocol," *Electronic Proceedings in Theoretical Computer Science*, vol. 13, Dec. 2009, pp. 41-54.
- [65] I.-K. Rhee, J. Lee, J. Kim, E. Serpedin, and Y.-C. Wu, "Clock Synchronization in Wireless Sensor Networks: An Overview," *Sensors*, vol. 9, Jan. 2009, pp. 56-85.
- [66] a G. Ruzzelli, R. Jurdak, G.M.P. O'Hare, and P. Van Der Stok, "Energy-efficient multi-hop medical sensor networking," *Proceedings of the 1st ACM SIGMOBILE international workshop on Systems and networking support for healthcare and assisted living environments - HealthNet '07*, New York, New York, USA: ACM Press, 2007, p. 37.
- [67] G. Simon, M. Maroti, A. Ledeczi, G. Balogh, B. Kusy, A. Nadas, G. Pap, J. Sallai, and K. Frampton, "Sensor network-based countersniper system," *Proceedings of the 2nd international conference on Embedded networked sensor systems - SenSys '04*, New York, New York, USA: ACM Press, 2004, p. 1.
- [68] P. Gupta and P.R. Kumar, "The capacity of wireless networks," *IEEE Transactions on Information Theory*, vol. 46, Mar. 2000, pp. 388-404.

-
- [69] S. Fan, L. Zhang, Y. Ren, and B. Krishnamachari, "Approximation algorithms for link scheduling with physical interference model in wireless multi-hop networks," *2010 48th Annual Allerton Conference on Communication, Control, and Computing (Allerton)*, IEEE, 2010, pp. 522-529.
- [70] C.J. Merlin and W.B. Heinzelman, "Duty cycle control for low-power-listening MAC protocols," *2008 5th IEEE International Conference on Mobile Ad Hoc and Sensor Systems*, Ieee, 2008, pp. 497-502.
- [71] I. Demirkol, C. Ersoy, and F. Alagoz, "MAC protocols for wireless sensor networks: a survey," *IEEE Communications Magazine*, vol. 44, Apr. 2006, pp. 115-121.
- [72] I. Rhee and a Warriier, "DRAND: Distributed Randomized TDMA Scheduling for Wireless Ad Hoc Networks," *IEEE Transactions on Mobile Computing*, vol. 8, Oct. 2009, pp. 1384-1396.
- [73] J.J. Hopfield and D.W. Tank, "Neural computation of decisions in optimization problems," *Biological Cybernetics*, vol. 55, 1985, pp. 141-146.
- [74] S. Haykin, *Neural Networks, A Comprehensive Foundation*, Prentice Hall, 2005.
- [75] S.C. Ergen and P. Varaiya, "PEDAMACS: power efficient and delay aware medium access protocol for sensor networks," *Mobile Computing, IEEE Transactions on*, vol. 5, 2006, pp. 920-930.
- [76] M. Maróti, B. Kusy, G. Simon, and Á. Lédeczi, "The flooding time synchronization protocol," *Proceedings of the 2nd international conference on Embedded networked sensor systems*, New York, NY, USA: ACM, 2004, pp. 39-49.
- [77] L. Walter, J. Deemer, D. F., and J. Votaw, "Estimation of Parameters of Truncated or Censored Exponential Distributions," *The Annals of Mathematical Statistics*, vol. 26, 1955, pp. 498-504.
- [78] E. Jovanov, A. Milenkovic, C. Otto, and P.C. de Groen, "A wireless body area network of intelligent motion sensors for computer assisted physical rehabilitation," *Journal of neuroengineering and rehabilitation*, vol. 2, Mar. 2005, p. 6.
- [79] a G. Ruzzelli, R. Jurdak, G.M.P. O'Hare, and P. Van Der Stok, "Energy-efficient multi-hop medical sensor networking," *Proceedings of the 1st ACM SIGMOBILE international workshop on Systems and networking support for healthcare and assisted living environments - HealthNet '07*, 2007, p. 37.
- [80] N.S.A. Hassan, S. Hossain, N.H.A. Wahab, S.H.S. Ariffin, N. Fisal, L.A. Latiff, and M. Abbas, *An Indoor 3D Location Tracking System Using RSSI*, IEEE, 2010.