

UNIVERZITET U BEOGRADU  
ELEKTROTEHNIČKI FAKULTET

Marija Z. Malnar

**OPTIMIZACIJA PROTOKOLA I METRIKA  
RUTIRANJA ZA VIŠEKANALNE  
VIŠEINTERFEJSNE BEŽIČNE *MESH*  
MREŽE**

doktorska disertacija

Beograd, 2015

UNIVERSITY OF BELGRADE  
SCHOOL OF ELECTRICAL ENGINEERING

Marija Z. Malnar

**OPTIMIZATION OF ROUTING  
PROTOCOLS AND METRICS FOR  
MULTI-CHANNEL MULTI-INTERFACE  
WIRELESS MESH NETWORKS**

Doctoral Dissertation

Belgrade, 2015

## **Komisija za pregled i odbranu**

### ***Mentor***

Prof. dr Nataša Nešković, vanredni profesor,  
Univerzitet u Beogradu – Elektrotehnički fakultet

### ***Članovi komisije***

Prof. dr Irini Reljin, redovni profesor,  
Univerzitet u Beogradu – Elektrotehnički fakultet

Prof. dr Goran Marković, vanredni profesor,  
Univerzitet u Beogradu – Saobraćajni fakultet

Prof. dr Aleksandar Nešković, vanredni profesor,  
Univerzitet u Beogradu – Elektrotehnički fakultet

Prof. dr Aleksandra Smiljanić, vanredni profesor,  
Univerzitet u Beogradu – Elektrotehnički fakultet

Univerzitet u Beogradu  
Elektrotehnički fakultet



Datum odbrane: \_\_\_\_\_.

## **Predgovor**

Na osnovu rezultata istraživanja koji su izloženi u okviru doktorske disertacije publikovani su sledeći radovi:

- **Marija Malnar**, Nataša Nešković, Aleksandar Nešković, “A new quality of service aware multi-channel multi-interface link layer protocol for wireless mesh networks“, *Wireless Networks, The Journal of Mobile Communication, Computation and Information*, Springer, Dostupan *online* od 21. septembra 2014, doi: 10.1007/s11276-014-0818-7, ISSN 1022-0038, (IF<sub>2013</sub>=1.055), (M23)
- **Marija Malnar**, Nataša Nešković, Aleksandar Nešković, “Novel power-based routing metrics for multi-channel multi-interface wireless mesh networks“, *Wireless Networks, The Journal of Mobile Communication, Computation and Information*, Springer, 20(1), Januar 2014, doi: 10.1007/s11276-013-0587-8, ISSN 1022-0038, (IF<sub>2013</sub>=1.055), strane 41 – 51 (M23)
- Nataša Nešković, **Marija Malnar**, Nenad Jevtić, “Strategije dodele kanala u višekanalnim bežičnim mesh mrežama“, 31. Simpozijum o novim tehnologijama u poštanskom i telekomunikacionom saobraćaju – Postel 2013, Beograd, decembar 2013. ISBN 978-86-7395-314-4, strane 267 – 276 (M61)
- Nataša Nešković, **Marija Malnar**, Nenad Jevtić, “Pregled protokola rutiranja u bežičnim mesh mrežama“, 29. Simpozijum o novim tehnologijama u poštanskom i telekomunikacionom saobraćaju – Postel 2011, Beograd, decembar 2011. ISBN 978-86-7395-287-1, strane 213 – 222 (M61)
- **Marija Malnar**, Nataša Nešković, “An Analysis of Performances of Multi Channel Routing Protocol Based on Different Link Quality Metrics“, 10<sup>th</sup> International conference on telecommunications in modern satellite, cable and broadcasting services, Telsiks 2011, Niš, oktobar 2011. ISBN: 978-1-4577-2018-5, strane 737 – 740, (M33)

- **Marija Malnar**, Nataša Nešković, “Uporedna analiza *Hop counting*, ETX, ETT i MIC metrike u realnom propagacionom okruženju jednodokanalne mesh mreže“, 18. Telekomunikacioni forum, TELFOR 2010, Beograd, novembar 2010. ISBN 978-86-7466-392-9, strane 467 – 470, (M63)
- Nataša Nešković, Aleksandar Nešković, **Marija Malnar**, “Analiza ETX metrike u realnom propagacionom okruženju mesh mreže“, 27. Simpozijum o novim tehnologijama u poštanskom i telekomunikacionom saobraćaju – Postel 2009, Beograd, decembar 2009, ISBN 978-86-7395-259-8 , strane 268 – 276, (M61)
- **Marija Malnar**, Nataša Nešković, “Comparison of ETX and HOP Count Metrics Using Glomosim Simulator“, 9<sup>th</sup> International conference on telecommunications in modern satellite, cable and broadcasting services, Telsiks 2009, Niš, oktobar 2009. ISBN: 978-1-4244-4381-9, strane 85 – 88, (M33)
- **Marija Malnar**, “Metrika slučajnog izbora putanja u bežičnim mesh mrežama sa primenom u Dynamic Source Routing protokolu“, 53. Konferencija za elektroniku, telekomunikacije, računarstvo, automatiku i nuklearnu tehniku, ETRAN 2009, Vrnjačka Banja, jun 2009, ISBN 978-86-80509-64-8, (M63)
- **Marija Malnar**, “Pregled metoda rutiranja u Wireless mesh mrežama“, 16. Telekomunikacioni forum, TELFOR 2008, Beograd, novembar 2008, ISBN 978-86-7466-337-0, strane 286 – 289, (M63)

Istraživački rad doktorske disertacije delom je finansiran u okviru projekata Ministarstva nauke i tehnološkog razvoja Republike Srbije, TR 11013 - “Optičke mreže naredne generacije – istraživanje mogućnosti unapređenja transportne mreže Srbije” (rukovodilac projekta prof. dr Vladanka Aćimović-Raspopović, redovni profesor Saobraćajnog fakulteta, Univerziteta u Beogradu) u periodu 2009 – 2010, i TR 32025 - “Razvoj novih metoda i alata za unapređenje performansi, mrežne i ekonomske efikasnosti telekomunikacionih mreža naredne generacije“ (rukovodilac projekta prof. dr Mirjana Stojanović, vanredni profesor Saobraćajnog fakulteta, Univerziteta u Beogradu) u periodu 2010 – 2015.



## **Zahvalnica:**

U svet bežičnih komunikacija, još od studentskih dana, uvela me je moja mentorka, prof. dr Nataša Nešković, čije su korisne sugestije i ideje, bile inspiracija i izazov pri mom stručnom i naučnom usavršavanju. Zahvaljujem joj se na uloženom vremenu i trudu, tokom mnogobrojnih inspirativnih diskusija, bez kojih istraživački rad na ovoj doktorskoj disertaciji ne bio tako uspešan.

Zahvalila bih se prof. dr Aleksandru Neškoviću za pomoć i savete koje mi je davao tokom trajanja mojih doktorskih studija, kao i na ustupljenim rezultatima merenja izvršenih na Elektrotehničkom fakultetu, koje sam koristila za razvoj protokola i metrika rutiranja predloženih u okviru disertacije.

Takođe, zahvaljujem svim članovima komisije na uloženom vremenu i na sugestijama koje su doprinele konačnom izgledu disertacije.

Specijalnu zahvalnost dugujem Nenadu Jevtiću na vremenu i trudu koji je uložio kako bi mi pomogao da implementiram nov protokol u simulator, a posebno na moralnoj podršci koju mi je pružio u završnim godinama mog istraživačkog rada.

Zahvaljujem se svojim kolegama sa Saobraćajnog fakulteta, Univerziteta u Beogradu, koji su doprineli mom profesionalnom usavršavanju tokom vremena provedenog na Katedri za Telekomunikacioni saobraćaj i mreže, na Saobraćajnom fakultetu, kao i na nesebičnoj podršci koju su mi pružili. Posebno se zahvaljujem mojim predmetnim profesorima, prof. dr Dragutinu Kostiću i prof. dr Goranu Markoviću, koji su me podržavali i svojim sugestijama i savetima uticali da istrajem.

Posebnu zahvalnost dugujem svojoj rodbini i prijateljima, koji su strpljivo čekali i kojima se ovom prilikom izvinjavam za sve važne (i one manje važne) događaje koje sam propustila tokom trajanja mojih doktorskih studija. Među njima, izdvojicu

svog deku Mladena i baku Mariju, koji su zajedno sa mnom strepeli i radovali se mojim uspesima. Međutim, najveću zahvalnost dugujem svojim roditeljima, Vesni i Zlatku, bez čije roditeljske ljubavi i nesebične podrške sigurno ne bih uspela. Hvala vam što ste takvi kakvi ste, najbolji roditelji na svetu.

Konačno, zahvaljujem se pokojnoj prof. dr Vladanki Aćimović-Raspopović kojoj i posvećujem ovu disertaciju, čijih se iskrenih saveta i toplih reči često setim, i koji mi daju dodatnu volju i snagu da istrajem.

## **Rezime:**

Bežične mesh mreže – WMN (*Wireless Mesh Network*) predstavljaju noviji trend u bežičnim komunikacijama kojim se obezbeđuje veća fleksibilnost, pouzdanost i bolje performanse nego standardnim bežičnim lokalnim mrežama. Imajući u vidu sve veće potrebe korisnika za brzim i efikasnim prenosom podataka, kao i prenosom multimedijalnih (govornih i video) sadržaja, povećanje protoka, ostvareno uvođenjem višekanalnih višeinterfejsnih – MCMI (*Multi Channel Multi Interface*) WMN, i vođenje računa o kvalitetu servisa, QoS (*Quality of Service*), predstavljaju glavne izazove u projektovanju WMN. Kako bi se ostvarile što bolje mrežne performanse neophodno je definisati protokole i metrike rutiranja kojima se određuje optimalna putanja između izvorišnog i odredišnog čvora.

S obzirom da WMN karakteriše velika dinamika signala, posebno u kompleksnim okruženjima (sa stanovišta radio pokrivanja), kakva su zatvoreni objekti, u okviru doktorske disertacije definisane su metrike rutiranja koje mogu da isprate brze promene uslova propagacije koje se dešavaju na svakom pojedinačnom linku u mreži. Predložene su tri nove metrike: *powerETX* (*Expected Transmission Count*), *powerWCETT* (*Weighted Cumulative Expected Transmission Time*) i *powerMIC* (*Metric of Interference and Channel-switching*), koje u cenu linka, osim parametara definisanih u okviru postojećih metrika ETX, WCETT i MIC, respektivno, uključuju i parametar koji zavisi od nivoa snage signala na prijemu. Nove metrike obezbeđuju veće protoke korisničkih podataka i manje kašnjenje s kraja na kraj u poređenju sa postojećim, a njihova praktična realizacija moguća je bez dodatnih hardverskih ulaganja, i uz minimalne softverske izmene.

Imajući u vidu da postojeći algoritmi dodele kanala ne uključuju QoS podršku u MCMI-WMN, i da se prenos multimedijalnih sadržaja obavlja uz neprihvatljiva kašnjenja, predložen je novi protokol za sloj linka, QoS-HMCP (*QoS-Hybrid Multi Channel Protocol*), koji uvodi podršku QoS kroz EDCA (*Enhanced Distributed Channel Access*) mehanizam pristupa, i koristi dobre karakteristike hibridnog algoritma dodele kanala definisane HMCP protokolom za sloj linka. Predložene su četiri varijante QoS-HMCP protokola koji u obzir uzimaju različite kriterijume za promenu kanala i



procedure nadmetanja za medijum. Rezultati poređenja varijanti predloženog protokola sa osnovnim HMCP protokolom po ostvarenom protoku i kašnjenju u mreži dokazale su opravdanost uvođenja podrške QoS u MCMI mreže. Na kraju, na osnovu međusobnog poređenja predloženih varijanti protokola, doneti su zaključci koja varijanta QoS-HMCP protokola daje optimalne rezultate (najveći protok i najmanje kašnjenje), za koje saobraćajne kategorije i pod kojim mrežnim uslovima.

Pored navedenog, doprinos disertacije ogleda se i u detaljnom i sistematičnom pregledu postojećih protokola rutiranja, strategija dodela kanala, i metrika rutiranja za višekanalne višeinterfejsne WMN.

**Ključne reči:** Višekanalne višeinterfejsne bežične *mesh* mreže, Protokoli rutiranja, Kvalitet servisa, Metrike rutiranja, Nivo snage signala na prijemu.

**Naučna oblast:** tehničke nauke, elektrotehnika

**Uža naučna oblast:** telekomunikacije

**UDK broj:** 621.3

## **Abstract:**

Wireless mesh networks (WMNs) are a new trend in wireless communications which provide greater flexibility, reliability and better network performances than standard wireless local area networks. Having in mind the growing demand for the fast and efficient data transfer as well as multimedia transmission (voice and video), the major challenges in designing WMN are increasing throughput (by introducing multi-channel multi-interfaces (MCMI) approach into the WMN), and taking into account the quality of service (QoS). To achieve the best network performances, it is necessary to define protocols and routing metrics that determine the optimal path between the source and the destination node.

Since the WMN is characterized by high dynamics of the signal, especially in complex environments (from the radio coverage point of view), such as those found indoors, routing metrics that can track fast changes in propagation conditions at each link in the network, are proposed in this dissertation. The link costs of the three new metrics, powerETX (Expected Transmission Count), powerWCETT (Weighted Cumulative Expected Transmission Time) and powerMIC (Metric of Interference and Channel-switching), besides the parameters defined in the existing ETX, WCETT and MIC metrics, respectively, include the parameter that depends on the received signal level. In comparison with existing metrics, these new metrics not only provide a greater data throughput and less average end-to-end delay, but also can be realized without any additional hardware and with minimal software changes.

Keeping in mind that existing channel assignment (CA) algorithms do not include QoS support in MCMI-WMNs and that the multimedia transmission can suffer from unacceptable delays, a new protocol for link layer QoS-HMCP (QoS Hybrid Multi-Channel Protocol) which introduces QoS support through EDCA (Enhanced Distributed Channel Access) mechanism, and uses the good characteristics of the hybrid CA algorithm defined by HMCP protocol for link layer, is proposed in this dissertation. Four versions of the QoS-HMCP protocols, which take into account different criteria for channel switching and procedure for medium competition, are proposed. These versions are compared with basic HMCP protocol with regards to the throughput of user data and

delay through the network, and the results justify introducing QoS support into the MCMI network. Finally, based on a side-by-side comparison of the proposed versions, it is concluded which version of the QoS-HMCP protocol gives the best results (the greatest throughput with the smallest delay), and for which traffic categories and network conditions.

Furthermore, this dissertation makes an additional contribution by providing a detailed and systematic review of existing routing protocols, channel assignment strategies, and the routing metrics for multi-channel multi-interface WMNs.

**Keywords:** Multi-channel multi-interface wireless mesh networks, Routing protocols, Quality of service, Routing metrics, Received signal level.

**Scientific area:** technical science, electrical engineering

**Specific scientific area:** telecommunications

**UDK number:** 621.3

## **Sadržaj:**

<b>1. UVOD .....</b>	<b>1</b>
1.1. PREDMET I CILJ ISTRAŽIVANJA .....	2
1.2. METODOLOGIJA ISTRAŽIVANJA .....	4
1.3. STRUKTURA DOKTORSKE DISERTACIJE.....	6
LITERATURA: .....	9
<b>2. PROTOKOLI RUTIRANJA ZA BEŽIČNE MESH MREŽE .....</b>	<b>11</b>
2.1. ZAHTEVI RUTIRANJA U WMN .....	11
2.2. KLASIFIKACIJA PROTOKOLA RUTIRANJA .....	12
2.3. REAKTIVNI PROTOKOLI RUTIRANJA.....	14
2.3.1. <i>DSR – Dynamic Source Routing Protokol</i> .....	15
2.3.2. <i>AODV – Ad-hoc On-demand Distance Vector protokol rutiranja</i> .....	17
2.3.3. <i>LQSR – Link Quality Source Routing protokol</i> .....	18
2.3.4. <i>ABR – Associativity-Based Routing protokol</i> .....	19
2.3.5. <i>SSBR – Signal Stability-Based Adaptive Routing protokol</i> .....	20
2.3.6. <i>ARA – The Ant-colony based Routing Algorithm</i> .....	20
2.3.7. <i>Reaktivni protokoli rutiranja - zaključak</i> .....	22
2.4. PROAKTIVNI PROTOKOLI RUTIRANJA.....	23
2.4.1. <i>DSDV – Destination Sequence Distance Vector protokol</i> .....	23
2.4.2. <i>WRP – Wireless Routing Protokol</i> .....	24
2.4.3. <i>OLSR – Optimized Link State Routing Protokol</i> .....	25
2.4.4. <i>TBRPF – Topology Dissemination Based on Reverse -Path Forwarding protokol</i> .....	26
2.4.5. <i>STAR – Source -Tree Adaptive Routing protokol</i> .....	26
2.4.6. <i>Proaktivni protokoli rutiranja - zaključak</i> .....	27
2.5. HIBRIDNI PROTOKOLI RUTIRANJA.....	27
2.5.1. <i>HWMP – Hybrid Wireless Mesh Protokol</i> .....	27
2.5.2. <i>ZRP – Zone Routing Protokol</i> .....	30
2.5.3. <i>FSR – Fisheye State Routing</i> .....	30

2.5.4. Hibridni protokoli zasnovani na ponašanju kolonije mrava.....	31
2.5.5. Hibridni protokoli rutiranja - zaključak.....	32
2.6. MULTIPATH PROTOKOLI RUTIRANJA.....	32
2.7. HIJERARHIJSKI PROTOKOLI RUTIRANJA .....	33
2.8. MULTIKAST PROTOKOLI RUTIRANJA.....	34
2.9. LOKACIJSKI PROTOKOLI RUTIRANJA.....	34
2.10. GEOGRAFSKI MULTIKAST ( <i>GEICAST</i> ) PROTOKOLI RUTIRANJA .....	35
2.11. PROTOKOLI RUTIRANJA ZASNOVANI NA POTROŠNJI SNAGE .....	36
2.12. ZAKLJUČAK.....	36
LITERATURA:.....	38
<b>3. RUTIRANJE U VIŠEKANALNIM BEŽIČNIM MESH MREŽAMA .....</b>	<b>44</b>
3.1. PROTOKOLI ZA VIŠEKANALNE JEDNOINTERFEJSNE MREŽE.....	46
3.1.1. Protokoli sa unapred određenim kontrolnim kanalom .....	46
3.1.2. Protokoli sa frekvencijskim skakanjem .....	47
3.1.2.1. Protokoli sa zajedničkim skakanjem .....	47
3.1.2.2. Protokoli sa nezavisnim skakanjem.....	48
3.1.3. Protokoli sa razdvojenim vremenskim fazama.....	49
3.1.4. Uporedna analiza protokola za višekanalne jednointerfejsne mreže.....	50
3.2. PROTOKOLI SA STATIČKOM DODELOM KANALA .....	51
3.2.1. Graf konflikta .....	52
3.2.2. Protokoli sa statičkom dodelom kanala koji koriste nepreklapajuće kanale	53
3.2.3. Protokol sa statičkom dodelom kanala koji koristi delimično preklapajuće kanale .....	55
3.2.4. Uporedna analiza protokola sa statičkom dodelom kanala.....	55
3.3. PROTOKOLI SA DINAMIČKOM DODELOM KANALA.....	56
3.3.1. Protokoli sa kratkim vremenom zadržavanja na kanalu.....	56
3.3.1.1. DCA algoritam dodele kanala i MR-LQSR protokol rutiranja .....	57
3.3.2. Protokoli sa dužim vremenom zadržavanja na kanalu.....	58
3.3.2.1. Hyacinth Protocol.....	58
3.3.2.2. LCAP – Learning-based Channel Allocation Protocol .....	59
3.3.2.3. ROMA – Routing over Multi-radio Access Network .....	59
3.3.2.4. BFS-CA – Breadth First Search Channel Assignment.....	61

3.3.3. Usporedna analiza protokola sa dinamičkom dodelom kanala .....	61
3.4. PROTOKOLI SA HIBRIDNOM DODELOM KANALA.....	62
3.4.1. ADCA algoritam dodele kanala i ICAR protokol rutiranja.....	62
3.4.2. HMCP algoritam dodele kanala i MCR protokol rutiranja.....	64
3.4.2.1. Upravljanje fiksnim interfejsom.....	65
3.4.2.2. Promena fiksnog kanala .....	66
3.4.2.3. Raspoređivanje paketa u redove čekanja.....	67
3.4.2.4. Promena promenljivog kanala .....	68
3.4.2.5. MCR - protokol rutiranja.....	69
3.4.3. Poređenje protokola sa hibridnom dodelom kanala.....	70
3.5. ZAKLJUČAK.....	70
LITERATURA: .....	72
<b>4. METRIKE RUTIRANJA .....</b>	<b>75</b>
4.1. KRITERIJUMI ZA KREIRANJE METRIKA .....	75
4.1.1. Interferencija.....	76
4.1.1.1. Interferencija unutar saobraćajnog toka ( <i>intra-flow</i> ).....	76
4.1.1.2. Interferencija usled uticaja drugih tokova saobraćaja ( <i>inter-flow</i> ).....	77
4.1.1.3. Eksterna interferencija.....	77
4.1.2. Količina informacija .....	78
4.1.3. Opterećenje linka .....	78
4.1.4. Agilnost.....	79
4.1.5. Izotoničnost .....	79
4.1.6. Protok.....	80
4.1.7. Stabilnost.....	80
4.2. PREGLED METRIKA RUTIRANJA .....	81
4.2.1. Metrika dužine putanje ( <i>hop count</i> ) .....	81
4.2.2. ETX – <i>Expected Transmission Count</i> metrika .....	81
4.2.3. ETT – <i>Expected Transmission Time</i> metrika.....	83
4.2.4. LAETT – <i>Load Aware Expected Transmission Time</i> metrika .....	84
4.2.5. EETT – <i>Exclusive Expected Transmission Time</i> metrika.....	85
4.2.6. WCETT – <i>Weighted Cumulative Expected Trasmision Time</i> metrika.....	86
4.2.7. iAWARE – <i>Interference Aware Routing</i> metrika.....	88

4.2.8. MIC – Metric of Interference and Channel-switching .....	89
4.2.9. ILA – Interference Load Aware metrika .....	90
4.2.10. MCR – Multi Channel Routing metrika .....	91
4.3. POREĐENJE METRIKA .....	92
LITERATURA: .....	95
<b>5. RAZVOJ NOVIH METRIKA RUTIRANJA ZASNOVANIH NA NIVOU SNAGE SIGNALA NA PRIJEMU .....</b>	<b>98</b>
5.1. HMCP PROTOKOL ZA SLOJ LINKA I MCR PROTOKOL RUTIRANJA .....	99
5.2. KRATAK PREGLED METRIKA RUTIRANJA KOJE SU PREDMET DALJE OBRADE .....	101
5.2.1. ETX metrika.....	101
5.2.1.1. Merenje ETX metrike u okviru MCR protokola rutiranja i HMCP protokola za sloj linka .....	101
5.2.2. WCETT – Weighted Cumulative ETT metrika .....	102
5.2.3. MIC – Metric of Interference and Channel switching .....	103
5.3. INDOOR PROPAGACIONI MODEL.....	104
5.3.1. Opis propagacionog modela .....	105
5.3.1.1. LoS uslovi propagacije .....	105
5.3.1.2. NLoS uslovi propagacije .....	106
5.3.2. Određivanje parametara modela .....	108
5.4. OPIS PREDLOŽENIH NOVIH METRIKA RUTIRANJA .....	110
5.5. REZULTATI SIMULACIJA I POREĐENJE SA POSTOJEĆIM METRIKAMA.....	113
5.5.1. Opis simulacija i ulaznih podataka za simulacije.....	113
5.5.2. Usporedna analiza metrika po ostvarenom protoku i kašnjenju u mreži .....	114
5.5.3. Usporedna analiza metrika po ostvarenom protoku i kašnjenju u mreži u zavisnosti od dužine selektovane putanje .....	116
5.6. ZAKLJUČAK.....	121
LITERATURA: .....	123
<b>6. PODRŠKA KVALITETU SERVISA U WMN.....</b>	<b>125</b>
6.1. RAZVOJ IEEE 802.11 STANDARDA .....	126
6.1.1. Osnovne specifičnosti amandmana .....	127
6.2. IEEE 802.11 MAC MEHANIZAM.....	129

6.2.1. DCF (Distributed Coordination Function).....	130
6.2.1.1. Procedura pristupa medijumu.....	131
6.2.1.2. Vrednost backoff intervala .....	131
6.2.1.3. Problem skrivenog čvora i RTS/CTS mehanizam.....	132
6.2.2. EDCA mehanizam pristupa.....	133
6.2.2.1. Kategorije pristupa .....	133
6.2.2.2. EDCAF (Enhanced Distributed Channel Access Function).....	135
6.2.2.3. Procedura nadmetanja za medijum.....	137
6.2.2.4. EDCA backoff procedura .....	138
6.2.2.5. Interne i eksterne kolizije .....	139
6.3. ZAKLJUČAK.....	141
LITERATURA: .....	142
<b>7. PREDLOŽENI QoS-HMCP PROTOKOL ZA SLOJ LINKA .....</b>	<b>144</b>
7.1. HMCP PROTOKOL ZA SLOJ LINKA I EDCA MEHANIZAM PRISTUPA .....	146
7.2. OPIS QoS-HMCP PROTOKOLA .....	148
7.2.1. Kriterijumi promene kanala u slučaju isteka <i>MaxSwitchTime</i> vremena ....	149
7.2.2. Kriterijumi promene kanala u slučaju isteka <i>TXOP</i> vremena .....	150
7.2.3. Kombinovani kriterijumi .....	150
7.3. ANALIZA QoS-HMCP PROTOKOLA .....	152
7.3.1. Opis simulacija i ulaznih podataka za simulacije.....	152
7.3.2. Uporedna analiza predloženih varijanti <i>QoS-HMCP</i> i osnovnog <i>HMCP</i> protokola po ostvarenom protoku .....	153
7.3.3. Uporedna analiza predloženih varijanti <i>QoS-HMCP</i> i osnovnog <i>HMCP</i> protokola po srednjem kašnjenju s kraja na kraj.....	158
7.3.4. Uporedna analiza predloženih varijanti <i>QoS-HMCP</i> i osnovnog <i>HMCP</i> protokola po ostvarenom srednjem kašnjenju s kraja na kraj u zavisnosti od saobraćajnog opterećenja.....	162
7.4. ZAKLJUČAK.....	166
LITERATURA: .....	168
<b>8. ZAKLJUČAK.....</b>	<b>169</b>



## **Spisak skraćenica:**

### **A**

ABR	Associatively-Based Routing
AC	Access Categories
ACK	Acknowledgement
ACO	Ant Colony Optimization
ADCA	Adaptive Dynamic Channel Allocation
AIFS	Arbitration Inter Frame Space
AIL	Average Interfering Load
AMRoute	Ad Hoc Multicast Routing Protocol
ANSI	Ad hoc Networking with Swarm Intelligence
AODV	Ad hoc On demand Distance Vector
AODV-ABR	AODV Adaptive backup routing
AOMDV	Ad hoc On-demand Multipath Distance Vector
AP	Access Point
AQM	Ad hoc QoS multicasting
AQoSR	Adaptive QoS Routing
ARA	The Ant-colony based Routing Algorithm

### **B**

BANT	Backward ant
BE	Best Effort
BFS-CA	Breadth First Search Channel Assignment
BK	Back ground
BRA	Backward Reactive Ant

### **C**

CA	Channel Assignment
CAS	Channel Assignment Server
CBR	Constant Bit Rate
CCA	Clear Channel Assessment

CEDAR	Core-Extraction Distributed Ad Hoc Routing
CFB	Contention Free Bursting
CHAMP	Caching And Multipath routing Protocol
CHMA	Channel Hopping Multiple Access
CL	Controlled Load
CS	Carrier Sense
CSC	Channel Switching Cost
CSMA/CA	Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance
CTS	Clear To Send
CUL	Channel Usage List
CW	Contention Window

## **D**

DAR	Distributed Ant Routing
DBR2P	Dynamic Backup Routes Routing Protocol
DCA	On-demand Dynamic Channel Assignment
DCF	Distributed Coordination Function
DCMP	Dynamic Core based Multicast Routing)
DDM	Differential Destination Multicast
DFS	Dynamic Frequency Selection
DGA	Distributed Greedy Algorithm
DGR	Direction Guided Routing
DIFS	DCF Inter Frame Space
DMRCT	Disjoint Multipath Routing using Colored Trees
DREAM	Distance Routing Effect Algorithm for Mobility
DRM	Dynamic Route Maintenance
DRP	Dynamic Routing Protocol
DSDV	Destination Sequenced Distance Vector
DSR	Dynamic Source Routing
DSSS	Direct-Sequence Spread Spectrum
DT	Distance Table

**E**

EDCA	Enhanced Distributed Channel Access
EDCAF	EDCA function
EE	Excellent Effort
EETT	Exclusive Expected Transmission Time
EraMobile	Epidemic-based reliable and adaptive multicast for mobile ad hoc networks
ETT	Expected Transmission Time
ETX	Expected Transmission Count

**F**

FA	Forwarding Approach
FANT	Forward ant
FCL	Free Channel List
FDG	Forwarding Dilemma Game
FHSS	Frequency Hopping Spread Spectrum
FORP	Flow Oriented Routing Protocol
FRA	Forward Reactive Ant
FSR	Fisheye State Routing
FTP	File Transfer Protocol

**G**

GAMER	Geocast Adaptive Mesh Environment for Routing
GeoGRID	Geocasting protocol for mobile ad hoc networks based on GRID
GeoTORA	Geocasting in mobile ad hoc networks
GLR	Geographic landmark routing
GPS	Global Positioning System
GPSR	Greedy Perimeter Stateless Routing
GRREP	Gratuitous Route Replay

**H**

HC	Hybrid Coordinator
HCCA	HCF Controlled Channel Access

HCF	Hybrid Coordination Function
H-LANMAR	Hierarchical Landmark Routing
HMCP	Hybrid Multi Channel Protocol
HOPNET	Hybrid ant colony optimization
HR/DSSS	High Rate/DSSS
HSR	Hierarchical State Routing
HWMP	Hybrid Wireless Mesh Protocol

## I

IARP	Intrazone Routing Protocol
iAWARE	Interference Aware Routing
ICAR	Interference and Congestion Aware Routing
ID	Identification
IEEE	Institute of Electrical and Electronics Engineers
IERP	Interzone Routing Protocol
IETF	Internet Engineering Task Force
ILA	Interference Load Aware
INSTC	Interference Survivable Topology Control
IP	Internet Protocol
IR	Infrared
IRU	Interference aware Resource Usage
ISC	Interface Switching Cost
ISM	Industrial, Scientific and Medical
ITS	Intelligent Transportation Systems

## L

LAETT	Load Aware Expected Transmission Time
LAKER	Location Aided Knowledge Extraction Routing
LAN	Local Area Networks
LAR	Location-Aided Routing
LBLSP	Load balanced local shortest path
LCAP	Learning-based Channel Allocation Protocol

LCM	Local Co-ordination-based Multichannel MAC
LCT	Link Cost Table
LLR	Long Lifetime Route
LODRR	Low Overhead Dynamic Route Repair
LORA	Least Overhead Routing Approach
LoS	Line of Sight
LPP	Link Probe Packet
LQSR	Link Quality Source Routing
LRHR	Link Reliability based Hybrid Routing
LSP	Link State Packets
LSU	Link State Update

### **M**

MAC	Medium Access Control
MANET	Mobile Ad hoc NETWORK
MCFI	Multi-Channel Multi-Interface
MCR	Multi Channel Routing
MCRP	Multi Channel Routing Protocol
MCSI	Multi-Channel Single-Interface
M-CSMA	Multiple Channel Carrier Sense Multiple Access
MIC	Metric of Interference and Channel-switching
MIMO	Multiple-Input Multiple-Output
MMAC	Multi-Channel MAC
MPR	Multipoint Relays
MRL	Message Retransmission List
MR-LQSR	Multi Radio Link Quality Source Routing Protocol
MTI	Metric of Traffic Interference
MuSeQoS	Multipath Security-aware QoS Routing

### **N**

NAV	Network Allocation Vector
NC	Network control

ND	Neighbouring Discovery
NLoS	Non Line of Sight
NPDU	Network Protocol Data Units
NTBR	Neighbour Table Based Multipath Routing

### **O**

ODDP	On demand Discovery of Disjoint Paths
OFDM	Orthogonal Frequency Division Multiplexing
OGRP	On-demand Graphic Path Routing
OLSR	Optimized Link State Routing
ORA	Optimum Routing Approach

### **P**

PA	Proactive Ants
PC	Point Coordinator
PCF	Point Coordination Function
PCL	Preferable Channel List
PHY	Physical

### **Q**

QMRPCAH	QoS Multicast Routing Protocol for Clustering Mobile Ad hoc networks
QoS	Quality of Service
QoS-HMCP	Quality of Service Hybrid Multi Channel Protocol
QoSMR	QoS Aware Multicast Routing
QoSMRMP	QoS multicast routing using multiple paths/trees

### **R**

RBR	Refinement Based Routing
RC	Remaining Capacity
REEF	Reliable and Efficient Forwarding
REGR	Region-Based Routing
RERR	Route Error
RES	Reservation

RFC	Request for Comments
RM-AODV	Radio Metric AODV
ROMA	Routing over Multi-radio Access network
ROMANT	Robust multicasting in ad hoc networks using trees
RREP	Route Replay
RREQ	Route Request
RS	Reported Subtree
RT	Routing Table
RTS	Request To Send

### S

SC	Switching Cost
SCSI	Single Channel Single Interface
SecMR	Secure Multipath Routing
SIFS	Short Inter Frame Space
SLR	Source Routing With Local Recovery
SMORT	Scalable Multipath On-demand Routing
SRP	Static Routing Protocol
SSBR	Signal Stability-Based Adaptive Routing
SSCH	Slotted Seeded Channel Hopping
STAR	Source-Tree Adaptive Routing

### T

TBR	Trajectory Based Routing
TBRPF	Topology Dissemination Based on Reverse-Path Forwarding
TCP	Transmission Control Protocol
TDLS	Tunneled Direct Link Setup
TMRP	Truthful Multipath Routing Protocol
TORA	Temporally Ordered Routing Algorithm
TPC	Transmitter Power Control
TRR	Terminode Remote Routing
TTL	Time To Live

TXOP            Transmission Opportunity

**U**

UP              User Priority

**V**

VI              Video

VO              Voice

VoIP            Voice over IP

**W**

WAVE            Wireless Access in Vehicular Environments

WCETT          Weighted Cumulative Expected Transmission Time

WEP             Wired Equivalent Privacy

Wi-Fi            Wireless Fidelity

WiMAX          Worldwide Interoperability for Microwave Access

WLAN            Wireless Local Area Networks

WMN            Wireless Mesh Networks

WPAN            Wireless Personal Area Networks

WRP             Wireless Routing Protocol

**Z**

ZRP             Zone Routing Protocol



## **Spisak slika:**

SLIKA 2.1. KLASIFIKACIJA PROTOKOLA RUTIRANJA. ....	13
SLIKA 2.2. DSR PROCES OTKRIVANJA PUTANJE: A) RREQ I B) RREP.....	16
SLIKA 2.3. PRINCIP PRONALAZENJA HRANE KOD MRAVA.....	21
SLIKA 2.4. SELEKCIJA MPR U OLSR PROTOKOLU . ....	25
SLIKA 2.5. KONFIGURACIJA HWMP. ....	28
SLIKA 2.6. PRIMER PODELE MREŽE PO OBLASTIMA POMOĆU FISHEYE PRINCIPA . ....	30
SLIKA 3.1. PRIMER FORMIRANJA GRAFA KONFLIKTA.....	52
SLIKA 3.2. PRIMER „BOJENJA“ GRAFA KONFLIKTA. ....	53
SLIKA 3.3. PRIMER MREŽE SA DELIMIČNO PREKLAPAJUĆIM KANALIMA I NJEN TEŽINSKI GRAF KONFLIKTA . ....	55
SLIKA 3.4. DODELA KANALA U ROMA PROTOKOLU . ....	60
SLIKA 3.5. HIBRIDNA ARHITEKTURA WMN . ....	63
SLIKA 3.6. PRIMER PRIMENE PROTOKOLA . ....	65
SLIKA 3.7. REDOVI ČEKANJA U SLUČAJU KADA POSTOJI K KANALA I DVA INTERFEJSA ...	67
SLIKA 4.1. PRIMER INTRA-FLOW INTERFERENCIJE DUŽ JEDNE PUTANJE.....	77
SLIKA 4.2. PRIMER INTER-FLOW INTERFERENCIJE. ....	77
SLIKA 4.3. PRIMER IZOTONIČNOSTI. ....	80
SLIKA 4.4. PRIMER EETT METRIKE.....	85
SLIKA 4.5. WCETT PRIMER. ....	87
SLIKA 5.1. PLAN PRIZEMLJA U ZGRADI ELEKTROTEHNIČKOG FAKULTETA.....	105
SLIKA 5.2. PRIMER SA A) TRI ČVORA I B) ČETIRI ČVORA. ....	111
SLIKA 5.3. RASPORED ČVOROVA KORIŠĆENIH ZA SIMULACIJU MREŽE.....	114
SLIKA 5.4. MEDIJANE PROTOKA SVIH ŠEST METRIKA A) KADA SU U OBZIR UZETE I DIREKTNE PUTANJE, B) KADA NISU U OBZIR UZETE DIREKTNE PUTANJE. ....	115
SLIKA 5.5. SREDNJE KAŠNENJE S KRAJA NA KRAJ ZA SVIH ŠEST METRIKA KADA NISU U OBZIR UZETE DIREKTNE PUTANJE.....	116
SLIKA 5.6. MEDIJANE PROTOKA ZA A) ORIGINALNE METRIKE, B) PREDLOŽENE NOVE METRIKE. ....	117

SLIKA 5.7. MEDIJANE PROTOKA ZA A) ETX I POWERETX, B) WCETT I POWERWCETT, C) MIC I POWERMIC. ....	118
SLIKA 5.8. MEDIJANE PROTOKA ZA SVIH ŠEST METRIKA U ZAVISNOSTI OD BROJA SKOKOVA.....	119
SLIKA 5.9. SREDNJA KAŠNJENJA ZA A) ORIGINALNE METRIKE, B) PREDLOŽENE NOVE METRIKE. ....	120
SLIKA 5.10 SREDNJE KAŠNJENJE ZA A) ETX I POWERETX, B) WCETT I POWERWCETT, C) MIC I POWERMIC. ....	120
SLIKA 5.11. SREDNJA KAŠNJENJA ZA SVIH ŠEST METRIKA U ZAVISNOSTI OD BROJA SKOKOVA.....	121
SLIKA 6.1. RTS/CTS MEHANIZAM [18].....	132
SLIKA 6.2. AC KATEGORIJE, REDOVI ČEKANJA I EDCAF FUNKCIJE. ....	135
SLIKA 6.3. CFB - CONTENTION FREE BURSTING. ....	137
SLIKA 6.4. EDCA MEHANIZAM PRISTUPA. ....	138
SLIKA 6.5. EDCA MEHANIZAM PRISTUPA I SLUČAJ INTERNE KOLIZIJE. ....	139
SLIKA 6.6. EDCA MEHANIZAM PRISTUPA I SLUČAJ EKSTERNE KOLIZIJE.....	140
SLIKA 7.1. BLOK DIJAGRAM SVE ČETIRI PREDLOŽENE VARIJANTE QoS-HMCP PROTOKOLA. ....	151
SLIKA 7.2. RASPORED ČVOROVA U MREŽI. ....	152
SLIKA 7.3. MEDIJANE PROTOKA ZA ČETIRI VARIJANTE QoS-HMCP I OSNOVNI HMCP PROTOKOL. ....	154
SLIKA 7.4. MEDIJANA PROTOKA ZA VOICE SAOBRAĆAJ U FUNKCIJI OD BROJA SKOKOVA. ....	155
SLIKA 7.5. MEDIJANA PROTOKA ZA VIDEO SAOBRAĆAJ U ZAVISNOSTI OD BROJA SKOKOVA. ....	155
SLIKA 7.6. MEDIJANA PROTOKA ZA BEST-EFFORT SAOBRAĆAJ U ZAVISNOSTI OD BROJA SKOKOVA.....	157
SLIKA 7.7. MEDIJANA PROTOKA ZA BACKGROUND SAOBRAĆAJ U ZAVISNOSTI OD BROJA SKOKOVA.....	157
SLIKA 7.8. SREDNJE KAŠNJENJE ZA ČETIRI AC I ČETIRI VARIJANTE QoS-HMCP PROTOKOLA. ....	159

SLIKA 7.9. SREDNJE KAŠNJENJE ZA VOICE SAOBRAĆAJ U ZAVISNOSTI OD BROJA SKOKOVA. .....	160
SLIKA 7.10. SREDNJE KAŠNJENJE ZA VIDEO SAOBRAĆAJ U ZAVISNOSTI OD BROJA SKOKOVA.....	160
SLIKA 7.11. SREDNJE KAŠNJENJE ZA BEST-EFFORT SAOBRAĆAJ U ZAVISNOSTI OD BROJA SKOKOVA.....	161
SLIKA 7.12. SREDNJE KAŠNJENJE ZA BACKGROUND SAOBRAĆAJ U ZAVISNOSTI OD BROJA SKOKOVA.....	162
SLIKA 7.13. SREDNJE KAŠNJENJE ZA VOICE SAOBRAĆAJ U ZAVISNOSTI OD SAOBRAĆAJNOG OPTEREĆENJA. ....	164
SLIKA 7.14. SREDNJE KAŠNJENJE ZA VIDEO SAOBRAĆAJ U ZAVISNOSTI OD SAOBRAĆAJNOG OPTEREĆENJA. ....	164
SLIKA 7.15. SREDNJE KAŠNJENJE ZA BEST-EFFORT SAOBRAĆAJ U ZAVISNOSTI OD SAOBRAĆAJNOG OPTEREĆENJA. ....	165
SLIKA 7.16. SREDNJE KAŠNJENJE ZA BACKGROUND SAOBRAĆAJ U ZAVISNOSTI OD SAOBRAĆAJNOG OPTEREĆENJA. ....	165

## **Spisak tabela:**

TABELA 4.1. VREDNOSTI FAKTORA KVALITETA LINKA $\Gamma_{XY}$ .....	84
TABELA 4.2. WCETT PRIMER. ....	87
TABELA 4.3. POREĐENJE METRIKA PO KARAKTERISTIKAMA (* - INDIRECTNO).....	93
TABELA 5.1. VREDNOSTI PARAMETARA INDOOR PROPAGACIONOG MODELA.....	110
TABELA 5.2. VREDNOSTI KOEFICIJENATA U ZAVISNOSTI OD NIVOA SNAGE NA ULAZU U PRIJEMNIK.....	112
TABELA 5.3. VREDNOSTI MINIMALNIH I MAKSIMALNIH PROTOKA U ZAVISNOSTI OD DUŽINE PUTANJE. ....	117
TABELA 5.4. VREDNOSTI MINIMALNIH I MAKSIMALNIH KAŠNENJA U ZAVISNOSTI OD DUŽINE PUTANJE.....	119
TABELA 6.1. MAPIRANJE USER PRIORITY U ACCESS CATEGORY. ....	135
TABELA 6.2. STANDARDNE VREDNOSTI EDCA PARAMETARA. ....	136
TABELA 7.1. EDCA PARAMETRI KORIŠĆENI U SIMULACIJAMA.....	153
TABELA 7.2. VELIČINA PAKETA PO SAOBRAĆAJNIM KATEGORIJAMA I INTERVALI U KOJIMA SE PAKETI GENERIŠU. ....	153
TABELA 7.3. MAKSIMALNI I MINIMALNI PROTOCI ZA QoS-HMCP I HMCP PROTOKOL. ....	154
TABELA 7.4. MINIMALNE I MAKSIMALNE VREDNOSTI SREDNJEG KAŠNENJA ZA ČETIRI VARIJANTE QoS-HMCP I OSNOVNI HMCP PROTOKOL. ....	158
TABELA 7.5. SAOBRAĆAJNA OPTEREĆENJA (INTERVALI IZMEĐU GENERISANIH PAKETA – IIP, VELIČINA PAKETA – VP).....	163

# 1. Uvod

Savremeno društvo bilo bi gotovo nezamislivo bez postojanja bežičnih komunikacija čija primena raste svakim danom. Potrebu za sve većim kapacitetima bežičnih komunikacionih mreža povećavaju laptop uređaji, WLAN (*Wireless Local Area Networks*) uređaji, tablet računari, mobilni telefoni i sl. Usled porasta popularnosti bežičnih mreža, došlo je do potrebe za sve većim protocima podataka, do smanjenja cena bežičnih uređaja i do sve veće razmene saobraćaja bežičnim putem.

Bežične *mesh* mreže – WMN (*Wireless Mesh Networks*) predstavljaju noviji trend u bežičnim komunikacijama koji obezbeđuje veću fleksibilnost, pouzdanost i bolje performanse u poređenju sa standardnim bežičnim lokalnim mrežama – WLAN. Kao i sve bežične mreže, i bežične *mesh* mreže, imaju sve širu primenu u javnim mrežama, u mrežama za bezbednost i sl.

Iz razloga što korisnici zahtevaju velike protoke i brz i efikasan prenos podataka, najznačajniji izazov u projektovanju bežičnih *mesh* mreža upravo predstavlja povećanje protoka i unapređenje kvaliteta servisa, QoS (*Quality of Service*), uz održanje niske energetske potrošnje mrežnih uređaja. Mreže koje rade sa jednim radio interfejsom (primopredajnikom) i na jednom radio kanalu više ne mogu da zadovolje sve veće zahteve korisnika. Stoga, sve veća pažnja posvećuje se razvoju tzv. višekanalnih višeinterfejsnih mreža – MCMi (*Multi Channel Multi Interface*), u okviru kojih svaki čvor ima više radio interfejsa koji mogu da rade na više radio kanala.

Pored toga, analize protokola i metrika rutiranja od velikog su teorijskog i praktičnog značaja za procenu performansi bežičnih komunikacionih sistema već duži niz godina. Protokoli rutiranja imaju važnu ulogu u pronalaženju optimalne putanje, kreiranju mrežne topologije, konfiguraciji i održavanju mreže. Za određivanje

optimalne putanje od izvora do odredišta, protokoli rutiranja koriste različite metrike rutiranja (metrika - pravilo na osnovu koga se od više formiranih putanja bira optimalna). Prilikom formiranja metrike rutiranja uzimaju se u obzir različiti parametri linka: verovatnoća gubitka paketa, interferencija, kašnjenje, potrošnja snage i sl. Pored toga, *mesh* mreže, kao i sve bežične mreže, karakteriše velika dinamika signala na ulazu u prijemnik, posebno kada se realizuju unutar objekata. U većini simulacija protokola rutiranja obično se o očekivanoj, velikoj, dinamici signala ne vodi računa i propagacija elektromagnetnog talasa u složenim sredinama, u kojima se ove mreže realizuju, opisuje se najjednostavnijim propagacionim modelima. Ovakav pristup za posledicu može imati da sprovedena analiza ne daje realnu sliku performansi mreže.

U literaturi dostupne metrike rutiranja ne uračunavaju uticaj nivoa snage signala na prijemu u cenu linka, pa samim tim ni u izbor optimalne putanje. Pored toga, među dostupnim protokolima rutiranja za bežične *mesh* mreže nema protokola rutiranja za višekanalne višeinterfejsne mreže koji vode računa o kvalitetu servisa. Time se bave neki protokoli rutiranja, ali samo u okviru jednokanalnih jednointerfejsnih mreža.

## **1.1. Predmet i cilj istraživanja**

S obzirom da su čvorovi WMN uglavnom stacionarni ili imaju ograničenu mobilnost, kod ovih mreža nije neophodno optimizovati potrošnju snage ili mobilnost čvorova. Osnovni cilj protokola rutiranja za WMN je povećanje protoka podataka i smanjenje srednjeg kašnjenja s kraja na kraj u mreži. Kvalitet linka i protok podataka može se povećati smanjenjem rastojanja između čvorova, ali mala rastojanja, tj. veliki broj čvorova u mreži, povećavaju interferenciju, što smanjuje raspoloživi propusni opseg svakog linka. Sa ciljem poboljšanja performansi mreže, u protokole rutiranja uključuju se metrike. S druge strane, da bi se povećali protoci podataka, uvode se višekanalne WMN, kod kojih protokol rutiranja, osim odabira optimalne putanje između čvorova, treba da odabere i odgovarajući kanal na putanji za svaki par predajnik - prijemnik od izvora podataka do njihovog odredišta. Pored toga, da bi se ostvarilo manje kašnjenje kod servisa koji su osetljivi na kašnjenja (*voice* i *video*) potrebno je izvršiti klasifikaciju podataka u zavisnosti od tipa servisa, i uvesti veće prioritete

servisima koji su osetljivi na kašnjenja. Zbog svega navedenog, iako postoji veliki broj protokola rutiranja za WMN, oni se i dalje istražuju i optimizuju [1].

Predmet istraživanja doktorske disertacije je analiza protokola rutiranja u MCMI *mesh* mrežama sa stanovišta kvaliteta servisa, protoka i kašnjenja u mreži. Analiza predloženih rešenja izvršena je na bazi rezultata simulacija realizovanih u mrežnom simulatoru GlomoSim [2]. Kako bi rezultati simulacija bili što je moguće realniji, neophodno je odrediti optimalne parametre i koristiti realne propagacione modele koji će na adekvatan način predstaviti okruženje u kome se implementira bežična mreža.

U disertaciji su, na osnovu sprovedenih simulacija i analize dobijenih rezultata, predložene nove metrike koje imaju za cilj praćenje brzih promena koje se dešavaju na svakom linku pojedinačno. Osim toga, predložen je i novi višekanalni višeinterfejsni protokol za sloj linka, koji vodi računa o ostvarenom protoku i kašnjenju u mreži, ali za razliku od ostalih protokola za MCMI mreže, uvodi podršku QoS, tj. vrši klasifikaciju saobraćaja u zavisnosti od zahtevanog kvaliteta servisa.

Praćenje velike dinamike signala u bežičnim mrežama, posebno u, sa stanovišta radio pokrivanja, najkompleksnijem okruženju, tzv. *indoor* okruženju (realizacija radio servisa unutar objekata), može se realizovati uključivanjem podatka o nivou snage signala na prijemu svakog pojedinačnog linka u njegovu metriku. A da bi se ovaj podatak mogao adekvatno iskoristiti za formiranje metrike rutiranja, simulacioni model baziran je na propagacionom modelu za odgovarajuće okruženje.

Sa prethodno definisanim ciljem, razvijene su nove metrike rutiranja koje je moguće lako implementirati u konkretnim bežičnim mrežama s obzirom da se merenje nivoa snage signala na prijemu već ostvaruje u svakom čvoru. Samim tim, praktična realizacija ove modifikacije moguća je bez hardverskih izmena, što praktično znači bez velikih troškova i dodatnih ulaganja u mrežu.

S obzirom na sve veće potrebe za prenosom multimedijalnih sadržaja osetljivih na kašnjenja, neophodno je razviti protokole koji osim velikog ostvarenog protoka podataka imaju veoma mala kašnjenja. Povećanjem broja interfejsa u svakom čvoru mreže koji rade na više kanala, moguće je povećati ostvarive protoke podataka, dok se brži prenos podataka osetljivih na kašnjenja može ostvariti uvođenjem prioriteta

različitim kategorijama saobraćaja. Iz tog razloga, predložen je nov protokol za MCMI bežične *mesh* mreže zasnovan na klasifikaciji saobraćaja na osnovu zahtevanog kvaliteta servisa.

## **1.2. Metodologija istraživanja**

U okviru doktorske disertacije predložena je nova metrika, nazvana *powerETX* [3], koja se bazira na često korišćenoj ETX (*Expected Transmission Count*) [4] metrici. *PowerETX* metrika, u cenu linka, pored verovatnoće gubitka paketa, uračunava i uticaj nivoa snage signala na prijemu, čime je cenu linka moguće formirati, na osnovu stanja linka, u svakom trenutku. Posmatrane su još dve poznate metrike WCETT (*Weighted Cumulative ETT*) [5] i MIC (*Metric of Interference and Channel-switching*) [6-8] koje u okviru formiranja svojih cena linkova i cena putanja, pored drugih parametara, uključuju i ETX metriku. Uzimajući u obzir tu činjenicu, formirane su još dve nove metrike *powerWCETT* [3] i *powerMIC* [3]. Metrike su implementirane u okviru višekanalnog višeinterfejsnog MCR (*Multi Channel Routing*) [9] protokola. U cilju međusobnog poređenja metrika po pitanju protoka korisničkih podataka i kašnjenja kroz mrežu, kao i da bi se utvrdilo koliko se poboljšanje ostvaruje uvođenjem novog parametra koji zavisi od nivoa signala na ulazu u prijemnik na svakom pojedinačnom linku na trasi od izvora do odredišta, sve prethodno pomenute metrike, MCR protokol rutiranja i propagacioni model implementirani su u GlomoSim simulator.

Da bi se omogućila detaljnija analiza uticaja nivoa snage signala na prijemu na svakom pojedinačnom linku i formirala efikasna metrika, koja obezbeđuje povećanje protoka korisničkih podataka i smanjuje kašnjenje u mreži, bilo je neophodno realizovati precizan propagacioni model koji je optimizovan da odgovara uslovima analiziranog okruženja. Parametri propagacionog modela određeni su na osnovu rezultata merenja sprovedenih na realnoj mreži na Elektrotehničkom fakultetu u Beogradu, koja je realizovana u frekvencijskom opsegu 2.4 GHz [10].

Za potrebe analize i razvoja mreža koje vode računa o servisima osetljivim na kašnjenja (*voice* i *video*), implementiran je i novi protokol QoS-HMCP (*Quality of Service Hybrid Multi Channel Protocol*) [9-12] za sloj linka uz korišćenje prethodno definisanih novih metrika rutiranja. Predloženi protokol zasnovan je na MCR protokolu



rutiranja i HMCP (*Hybrid Multi Channel Protocol*) protokolu za sloj linka za MCMI bežične *mesh* mreže. U cilju optimizacije protokola, komunikacija između susjednih čvorova u mreži bazirana je na EDCA (*Enhanced Distributed Channel Access*) [13] mehanizmu pristupa uz neophodne modifikacije. Ukupan mrežni saobraćaj definiše četiri kategorije pristupa, AC (*Access Category*), za različite tipove saobraćaja (*voice, video, best-effort* i *background*) koji imaju različite prioritete. Svaka kategorija koristi za nju pridružen set parametara (EDCA parametri) na osnovu kojih se svaka od četiri kategorije nadmeće za medijum. Na ovaj način, korišćenje novog protokola smanjuje kašnjenja pri prenosu korisničkih paketa za prioritetizovane kategorije saobraćaja.

Istraživanje je sprovedeno u šest koraka. U prvom koraku određeni su parametri propagacionog modela. U drugom koraku, propagacioni model definisan za odgovarajuće *indoor* okruženje, višekanalni višeinterfejsni MCR protokol rutiranja, i ETX, WCETT i MIC metrike implementirani su u GlomoSim simulator. U trećem koraku, na osnovu analize rezultata simulacija, određene su optimalne vrednosti koeficijenata koji se uzimaju u obzir prilikom formiranja cene linkova predloženih novih metrika (*powerETX, powerWCETT* i *powerMIC*). Četvrti korak predstavlja verifikaciju dobijenih rezultata upoređivanjem novih metrika sa postojećim, čime su istaknute prednosti i mane svake metrike ponaosob. Metrike su upoređene po ostvarenom protoku i kašnjenju u mreži. U petom koraku implementirane su i predložene i četiri varijante novog QoS-HMCP [14] protokola za sloj linka (nazvane SW1-TX1, SW1-TX2, SW2-TX1 i SW2-TX2), zasnovane na MCR i HMCP protokolima, i koje podrazumevaju korišćenje prethodno definisanih novih metrika rutiranja i vode računa o ostvarenom kvalitetu servisa za različite kategorije saobraćaja. Šesti korak predstavlja verifikaciju dobijenih rezultata. S obzirom da u literaturi ne postoji protokol za sloj linka koji uključuje QoS podršku u višekanalne višeinterfejsne WMN, sve četiri predložene varijante QoS-HMCP protokola upoređene su sa osnovnim HMCP protokolom kako bi se prikazale prednosti uvođenja QoS podrške u MCMI mreže. Rezultati su pokazali da sve predložene varijante QoS-HMCP protokola daju mnogo bolje rezultate od osnovnog HMCP protokola po pitanju i protoka i srednjeg kašnjenja s kraja na kraj, za servise osetljive na kašnjenja, što je i opravdalo uvođenje podrške QoS u MCMI mreže. Osim toga, međusobno poređenje varijanti QoS-HMCP

protokola pokazalo je koja varijanta daje najbolje rezultate, za koje kategorije saobraćaja i pod kojim uslovima.

### **1.3. Struktura doktorske disertacije**

Plan i metodologija sprovedenog istraživanja sastoji se od teorijskog i praktičnog dela koji su izloženi u okviru doktorske disertacije. Nastavak doktorske disertacije organizovan je po sledećim glavama.

U drugoj glavi date su osnovne karakteristike i klasifikacija protokola rutiranja u WMN. U ovoj glavi dat je pregled zahteva koje protokoli rutiranja treba da zadovolje. Osim toga, data je klasifikacija protokola rutiranja u WMN po načinu pronalaženja optimalne putanje na osnovu koje se protokoli dele na: ① protokole zasnovane na topologiji mreže (u koje spadaju tri osnovne kategorije: reaktivni, proaktivni i hibridni, ali i specifični protokoli zasnovani na topologiji mreže u koje spadaju: *multipath*, hijerarhijski i multikasting protokoli), ② protokole zasnovane na poziciji čvorova (lokacijske protokole), ③ geografske multikast protokole (*geocast*) koji kombinuju osobine protokola zasnovanih na topologiji mreže i poziciji čvorova, i ④ protokole rutiranja zasnovane na potrošnji snage. Za svaku od navedenih kategorija protokola date su osnovne karakteristike, kao i opis karakterističnih predstavnika te kategorije i njihova uporedna analiza.

U trećoj glavi uvedeno je rutiranje u višekanalnim WMN. Data je klasifikacija protokola rutiranja i algoritama dodele kanala u višekanalnim WMN na osnovu dinamike dodele kanala. Protokoli su podeljeni u četiri kategorije: protokoli za jednointerfejsne višekanalne mreže, i tri kategorije protokola za višekanalne višeinterfejsne mreže (protokoli sa statičkom, dinamičkom i hibridnom dodelom kanala). Za svaku od navedenih kategorija protokola date su osnovne karakteristike, opis karakterističnih predstavnika te kategorije i njihova uporedna analiza.

U četvrtoj glavi opisane su metrike rutiranja za WMN. Navedeni su kriterijumi kreiranja metrika rutiranja: interferencija, količina informacija, opterećenje linka, agilnost, izotoničnost, protok i stabilnost. Osim toga, dat je pregled najznačajnijih metrika rutiranja dostupnih u literaturi. Na kraju ove glave data je uporedna analiza navedenih metrika rutiranja na osnovu kriterijuma za formiranje metrika.

U petoj glavi opisane su nove metrike rutiranja zasnovane na nivou snage signala na prijemu i njihov razvoj. Dat je kratak opis korišćenog MCR protokola rutiranja, HMCP protokola za sloj linka i originalnih ETX, WCETT i MIC metrika, kao i razvoj ideje za formiranje novih metrika. Zatim je dat opis propagacionog modela koji je razvijen sa ciljem dobijanja preciznih podataka o propagacionom okruženju koji su, potom, korišćeni za implementaciju novih metrika. U nastavku poglavlja, opisane su predložene metrike: *powerETX*, *powerWCETT* i *powerMIC*, koje uključuju uticaj nivoa snage signala na prijemu u cenu linka, a samim tim i u izbor optimalne putanje. Osim toga, u ovoj glavi, data je analiza rezultata simulacija ostvarenih u GlomoSim simulatoru, u kom su implementirane, kako postojeće, tako i nove metrike. Metrike su međusobno upoređene prema ostvarenom protoku korisničkih podataka i kašnjenju u mreži, i obrazložene prednosti i mane svake od njih.

U šestoj glavi opisano je uvođenje kvaliteta servisa u WMN. Ukratko je dat pregled 802.11 standarda i svih njegovih amandmana, od uvođenja, do danas. Osim toga detaljnije su opisana dva mehanizma pristupa medijumu za prenos: osnovni, DCF (*Distributed Coordination Function*), kao i EDCA mehanizam pristupa kojim se uvodi diferenciranje servisa u zavisnosti od prioriteta i tipa saobraćaja. Iako postoji više mehanizama pristupa, opisani su samo DCF i EDCA mehanizmi jer su oni korišćeni u okviru simulacija u GlomoSim simulatoru za potrebe verifikacije rezultata istraživanja i razvoja novopredloženog QoS-HMCP protokola.

U sedmoj glavi opisan je novi QoS-HMCP protokol za sloj linka koji se zasniva na MCR protokolu rutiranja i HMCP protokolu za sloj linka, i koji podrazumeva korišćenje prethodno definisanih novih metrika rutiranja i vodi računa o zahtevanom kvalitetu servisa ostvarenom za različite kategorije saobraćaja. Definisane su četiri varijante QoS-HMCP protokola (SW1-TX1, SW1-TX2, SW2-TX1 i SW2-TX2) u zavisnosti od kriterijuma promene kanala. Data je analiza rezultata simulacija QoS-HMCP protokola u GlomoSim simulatoru, sa stanovišta kašnjenja i protoka u mreži. Rezultati su klasifikovani na osnovu tipa servisa (*voice*, *video*, *best-effort* i *background*) i na osnovu varijante protokola. Pored toga, prikazano je poboljšanje po pitanju kašnjenja i protoka korisničkih podataka koje se ostvaruje uvođenjem prioriteta za različite kategorije saobraćaja u MCMi mreže u odnosu na osnovni HMCP protokol. Na kraju, na osnovu međusobnog poređenja predloženih varijanti protokola, doneti su

zaključci koja varijanta QoS-HMCP protokola daje optimalne rezultate (najveći protok i najmanje kašnjenje), za koje saobraćajne kategorije i pod kojim mrežnim uslovima.

U osmoj glavi izložena su zaključna razmatranja i konačna analiza istraživanja sprovedenog u okviru doktorske disertacije, kao i predlozi budućih istraživanja u okviru tematike rutiranja i komunikacije među susedima u bežičnim *mesh* mrežama.

## **Literatura:**

- [1] I. F. Akyildiz, X. Wang, W. Wang. Wireless Mesh Networks A Survey. *Computer Networks*, 47(4):445-487, 2005.
- [2] GlomoSim simulator: <http://pcl.cs.ucla.edu/projects/domains/glomosim.htm>
- [3] **M. Malnar, N. Neskovic, A. Neskovic. Novel power-based routing metrics for multi-channel multi-interface wireless mesh networks. *Wireless Networks*. 20(1):41-51, 2014.**
- [4] S. J. De Couto, D. Aguayo, J. Bicket, R. Morris. A high-throughput path metric for multi-hop wireless routing. *Wireless Networks*, 11(4), 419–434, 2005.
- [5] R. Draves, J. Padhye, B. Zill. Routing in Multi-Radio, Multi-Hop Wireless Mesh Networks. *Proceedings of ACM International Conference on Mobile Computing and Networking*, pp: 114-128, Septembar 2004.
- [6] Y. Yang, J. Wang, R. Kravets. Load-balanced Routing for Mesh Networks. *ACM SIGMOBILE Mobile Computing and Communications review*, 10(4): 3-5, 2006.
- [7] Y. Yang, J. Wang, R. Kravets. Designing routing metrics for mesh networks. *Proceedings of IEEE Wireless Mesh Networks*, Septembar 2005.
- [8] Y. Yang, J. Wang, R. Kravets. Interference-aware Load Balancing for Multihop Wireless Networks, Tech. Rep. UIUCDCS-R- 2005-2526, Department of Computer Science, University of Illinois at Urbana-Champaign, 2005.
- [9] P. Kyasanur, J. J. So, C. Chereddi, N. H. Vaidya. Multi Channel Mesh Networks: Challenges and Protocols. (invited paper) *IEEE Wireless Communications Magazine*, 13(2): 30–36, 2006.
- [10] M. Borenovic, A. Neskovic. *Indoor georeferenced RSSI database*. Available online at: <http://telekomunikacije.etf.rs/research/wlanpositioning/rssiDatabase.zip>
- [11] P. Kyasanur, N. H. Vaidya. Routing and interface assignment in Multi Channel Multi Interface Wireless Networks. *Proceedings of IEEE Wireless Communications and Networking Conference*, vol. 4, pp: 2051 – 2056, Mart 2005.
- [12] P. Kyasanur, N. H. Vaidya. Routing and link-layer protocols for multi-channel multi-interface ad hoc wireless networks, *ACM Mobile Computing and Communications review*, 10(1): 31 – 43, 2006.

- [13] IEEE 802.11-2012: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications. IEEE, Decembar 2012.
- [14] **M. Malnar, N. Neskovic, A. Neskovic. A new quality of service aware multi-channel multi-interface link layer protocol for wireless mesh networks. *Wireless Networks*, DOI: 10.1007/s11276-014-0818-7, 2014.**

## **2. Protokoli rutiranja za bežične *mesh* mreže**

Usled dinamične prirode kvaliteta radio linka između dva čvora u mreži, čak i u slučaju kada su čvorovi statični, rutiranje u bežičnim *mesh* mrežama – WMN (*Wireless Mesh Network*) predstavlja kompleksan problem. Problem rutiranja, u osnovi, sastoji se u pronalaženju optimalne putanje između izvorišnog i odredišnog čvora. Osnovni izazov je pronalaženje mehanizma rutiranja koji bira putanju sa ciljem da smanji zagušenje u mreži (*overhead*), maksimizira protok i minimizira srednje kašnjenje s kraja na kraj (*average end-to-end delay*). U literaturi je predložen veliki broj protokola rutiranja, a u okviru ove glave data je njihova klasifikacija i opis najznačajnijih predstavnika u svakoj kategoriji.

### **2.1. Zahtevi rutiranja u WMN**

Na osnovu performansi postojećih protokola rutiranja za *ad-hoc* mreže, i zahteva za WMN, optimalni protokol rutiranja za WMN treba da zadovolji sledeće kriterijume [1]:

- Održivost mreže (*network survivability*) jedan je od važnih zahteva i odnosi se na situaciju u kojoj protokol rutiranja treba da obezbedi ponovno otkrivanje nove putanje i održi raspoloživi kapacitet mreže u slučaju otkazivanja čvora ili linka.
- Uravnoteženo opterećenje (*load balancing*) podrazumeva da protokol rutiranja bira putanje sa ravnomernim saobraćajnim opterećenjem u cilju efikasnijeg prenosa podataka.

- Smanjenje zagušenja u mreži (*overhead*): prenosu paketa podataka prethodi procedura određivanja putanje od izvorišnog do odredišnog čvora, koja se zasniva na razmeni kontrolnih paketa. Kako slanje kontrolnih paketa zauzima deo propusnog opsega, neophodno je odrediti njihovu optimalnu količinu i smanjiti broj njihovih retransmisija.
- Skalabilnost (*network scalability*) predstavlja sposobnost WMN da se nadograđuju (mogu imati stotine ili hiljade čvorova). U WMN ovo je moguće jer ne postoji centralni kontrolni čvor koji bi vršio koordinaciju mrežnih operacija, već su svi čvorovi ravnopravni.
- QoS (*Quality of Service*) rutiranje predstavlja obezbeđenje određenog kvaliteta servisa u zavisnosti od kapaciteta linkova na putu od izvora do odredišta, uticaja interferencije, broja korisnika, tipa saobraćaja i hitnosti prenosa multimedijalnih aplikacija u realnom vremenu.

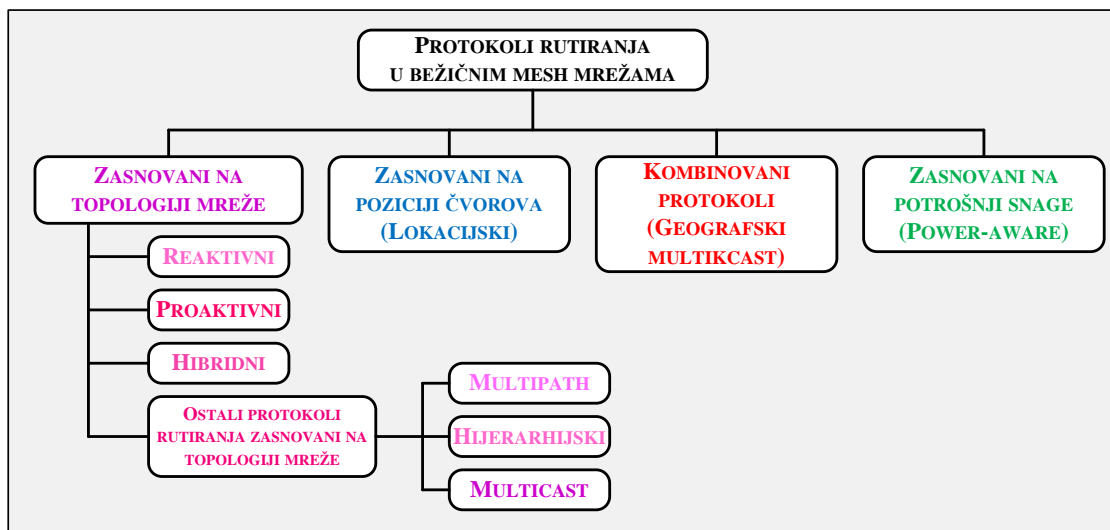
## 2.2. Klasifikacija protokola rutiranja

Osnovni zadatak protokola rutiranja je određivanje putanje između izvorišnog i odredišnog čvora. S obzirom da se WMN može posmatrati kao specijalan slučaj *ad-hoc* mreže, većina protokola rutiranja izvorno osmišljenih za *ad-hoc* mreže uspešno se primenjuje i za *mesh* mreže. Putanju treba odrediti pouzdano, brzo i sa minimalnim gubicima podataka. Protokoli rutiranja mogu se klasifikovati u četiri kategorije na osnovu načina pronalaženja, formiranja i analiziranja pronađenih putanja, slika 2.1:

- **Protokoli rutiranja zasnovani na topologiji mreže.** U ovu grupu protokola spadaju protokoli koji vrše izbor putanje na osnovu informacija o trenutnoj topologiji mreže, kao što su informacije o postojanju ili nepostojanju pojedinih linkova. Ovi protokoli dele se na: reaktivne, proaktivne i hibridne. Osim ove tri osnovne podele postoje još tri vrste protokola zasnovanih na topologiji mreže koji, po načinu funkcionisanja, mogu biti i reaktivni i proaktivni i hibridni, a koriste se u specifičnim slučajevima. To su: *multipath*, hijerarhijski i multikasting protokoli.

1. Reaktivni protokoli rutiranja (*source-initiated* ili *on-demand*) pronalaze putanje između čvorova samo kada za to postoji potreba (na zahtev).





Slika 2.1. Klasifikacija protokola rutiranja.

2. Proaktivni protokoli rutiranja (*table-driven*) smeštaju u svaki čvor tabele rutiranja koje sadrže informacije o putanjama do svih čvorova u mreži. Podaci iz tabele rutiranja jednog čvora periodično se šalju ostalim čvorovima. Na taj način, svaki čvor zna putanju do ostalih čvorova u svakom trenutku.

3. Hibridni protokoli rutiranja koriste reaktivni pristup za udaljene čvorove i putanje koje se ređe koriste, a proaktivni pristup za bliske čvorove i putanje koje se koriste često i na taj način koriste prednosti obe kategorije protokola.

4. Ostali protokoli rutiranja zasnovani na topologiji mreže:

- *Multipath* protokoli rutiranja selektuju više putanja od izvora do odredišta. Osnovna prednost ovakvog pristupa je bolje iskorišćenje propusnog opsega i veća pouzdanost dostave paketa. Ovi protokoli pokazuju veliku efikasnost u slučajevima veoma gustog saobraćaja. Više putanja može da se koristi i kod proaktivnog i kod reaktivnog pristupa, što ima veliki doprinos kada su čvorovi mobilni.

- Hijerarhijski protokoli rutiranja dodeljuju različite hijerarhijske nivoe čvorovima u mreži. Čvorovi višeg hijerarhijskog nivoa zadržavaju osobine čvorova nižeg hijerarhijskog nivoa, a pored toga ostvaruju specijalne servise, poboljšavaju skalabilnost i efikasnost rutiranja. Ovaj pristup naizgled je suprotan osnovnoj ideji WMN mreža u kojoj su svi čvorovi ravnopravni, ali je dobro rešenje kada mreža ima veliki broj čvorova. Sa povećanjem broja čvorova, tabele rutiranja u čvorovima se povećavaju što dovodi do velikog zagušenja mreže kontrolnim paketima.

○ Multikasting (*multicast*) protokolima rutiranja podržan je prenos podataka od jednog izvorišnog ka više odredišnih čvorova. Ovi protokoli rutiranja mogu se koristiti umesto slanja više *unicast* paketa (svakom od odredišta posebno).

• **Protokoli rutiranja zasnovani na poziciji čvorova ili lokacijski protokoli** (*location-aware*). Ovu grupu protokola čine oni protokoli kod kojih se izbor putanje vrši na osnovu geografskih podataka, korišćenjem geometrijskih algoritama. Kod njih se pretpostavlja da svi čvorovi u mreži imaju podatak o tačnoj geografskoj lokaciji ostalih čvorova, i da se na osnovu tih lokacija određuje putanja od izvora do odredišta. Najjednostavniji i najbolji način za pronalaženje tačnih koordinata čvorova je korišćenje GPS (*Global Positioning System*) sistema (što je jedino moguće u mrežama implementiranim na otvorenom prostoru).

• **Kombinovani protokoli rutiranja - geografski multikast** (*geocast*) protokoli kombinuju osobine protokola zasnovanih na topologiji mreže (*multicast* protokola) i protokola zasnovanih na poziciji čvorova (lokacijskih protokola). Kod ovih protokola paketi se usmeravaju ka odredišnim čvorovima koji su locirani u nekom specificiranom geografskom regionu.

• **Protokoli rutiranja zasnovani na potrošnji snage** (*power-aware*) biraju putanje koje imaju manju potrošnju snage. Za većinu ovih protokola osnovni cilj je da maksimizuju vreme „života“ mreže tako što će čvorovima ograničiti potrošnju.

Kako se topologija WMN mreža retko menja (čvorovi su uglavnom statični, njihova lokacija i broj su poznati), za njih se najviše razvijaju protokoli rutiranja zasnovani na mrežnoj topologiji i to reaktivni, proaktivni i hibridni, dok se ostale kategorije protokola češće primenjuju u MANET (*Mobile Ad hoc Network*) mrežama. Iz tog razloga, u narednim poglavljima dat je detaljniji pregled reaktivnih, proaktivnih i hibridnih protokola rutiranja, a za ostale kategorije date su samo osnovne karakteristike i navedeni njihovi najvažniji predstavnici.

### **2.3. Reaktivni protokoli rutiranja**

Kod reaktivnih protokola rutiranja putanje između čvorova određuju se po zahtevu (*on-demand*), odnosno samo kada neki čvor inicira slanje podataka. U okviru

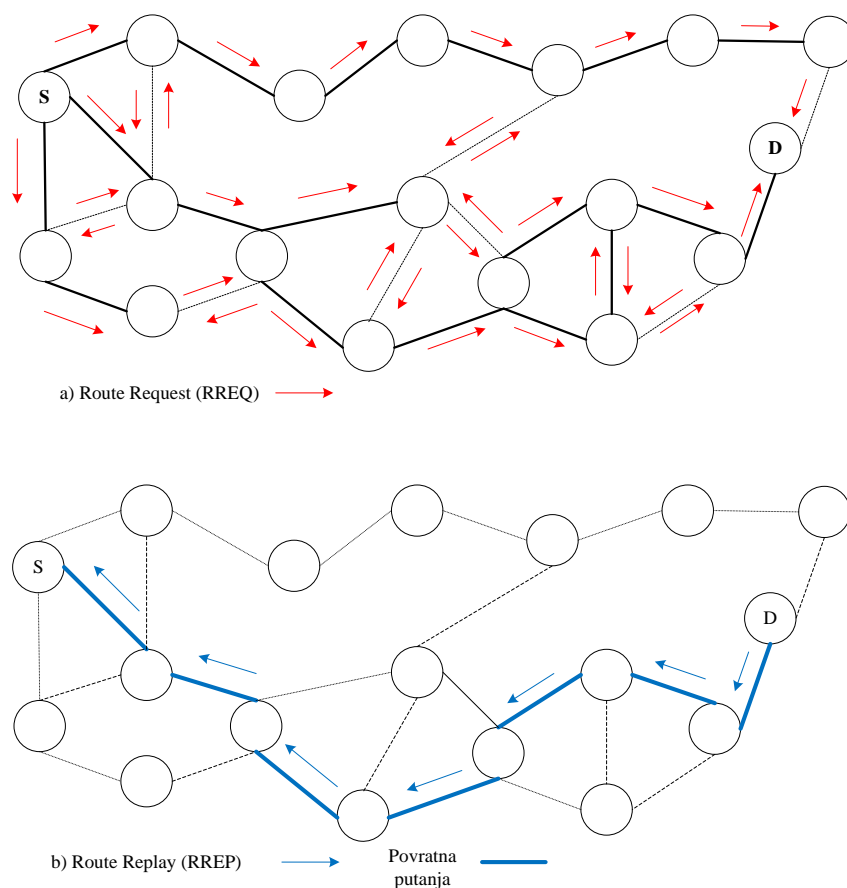
njih razvijaju se dva osnovna mehanizma: procedura otkrivanja putanje (*route discovery procedure*) i procedura održavanja putanje (*route maintenance procedure*). Procedura otkrivanja putanje uključuje difuzno (*broadcast*) emitovanje RREQ (*Route Request*) paketa, koje inicira čvor koji zahteva slanje. Svi čvorovi koji se nalaze u dometu čvora koji je inicirao slanje, primiće RREQ paket. Kada se jednom formira putanja, ili kad do izvorišnog čvora dođe podatak o više različitih putanja, procedura otkrivanja putanje se završava. Procedura održavanja putanje pokreće se kada čvor koji inicira slanje zna putanju do odredišta, ali treba da proveriti da li je putanja i dalje u funkciji, ili je u prekidu. Najpoznatiji reaktivni protokoli rutiranja su DSR (*Dynamic Source Routing*) [2] i AODV (*Ad hoc On demand Distance Vector Routing Protocol*) [3]. Razvijen je i veliki broj protokola rutiranja koji koriste neke od osobina ova dva protokola, od kojih su najvažniji navedeni u nastavku.

### **2.3.1. DSR – Dynamic Source Routing Protokol**

DSR (*Dynamic Source Routing*) [2] je jednostavan i efikasan reaktivni protokol rutiranja, posebno dizajniran za primenu u bežičnim mrežama. Primenom DSR protokola mreža je potpuno samo-organizovana. DSR protokol može brzo da reaguje na promene u mreži, što je važno jer se uslovi radio linkova često menjaju.

Procedura otkrivanja putanje pokreće se kada izvorišni čvor S želi da pošalje poruku ka odredišnom čvoru D, a u svojoj tabeli rutiranja (*routing cache*) nema ni jednu putanju do njega. Procedura otkrivanja putanje (slika 2.2) kod DSR protokola predstavlja razmenu RREQ (*Route Request*) i RREP (*Route Reply*) kontrolnih paketa. Čvor S difuzno (po *broadcast* principu) šalje RREQ paket ka svim čvorovima mreže. Čvor koji primi RREQ može biti odredišni čvor D ili neki međučvor koji se nalazi na putanji do odredišnog čvora.

RREQ paket sadrži dužinu putanje (broj skokova), identifikator RREQ paketa (ID RREQ), adresu i sekvencijalni broj odredišnog i izvorišnog čvora. Broj skokova sadrži podatak koliko je RREQ paket udaljen od čvora koji ga je generisao, tj. od čvora S. ID RREQ u kombinaciji sa adresom izvorišnog čvora jednoznačno određuje RREQ. Na taj način omogućuje se da čvor reemituje RREQ samo jednom, pri čemu se izbegava suvišno slanje paketa, pa i u situaciji da čvor primi više RREQ paketa od svojih suseda, oni će biti odbačeni.



*Slika 2.2. DSR proces otkrivanja putanje: a) RREQ i b) RREP.*

Ako čvor koji primi RREQ nije odredišni čvor, već neki međučvor u mreži, on poverava (na osnovu ID RREQ) da li je taj RREQ već ranije stigao u međučvor. Ako jeste, paket se briše. Ako nije, on upisuje u svoju tabelu rutiranja putanje do prethodnih čvorova koje je RREQ obišao. Takođe, međučvor povećava broj skokova za jedan i proverava u svojoj tabeli rutiranja da li ima neku poznatu putanju do odredišnog čvora D. Ako je ima, međučvor formira putanju između S i D na osnovu putanje pristigle u RREQ paketu i putanje do odredišta iz svoje tabele rutiranja. Tu putanju upisuje u RREP koji vraća ka izvorišnom čvoru S. U slučaju da u svojoj tabeli rutiranja međučvor nema putanju do odredišnog čvora, on upisuje svoju adresu u RREQ paket koji je pristigao i proverava da li je vreme života paketa (TTL – *Time to Live*) isteklo. TTL je parametar koji označava koliko puta paket sme da se prosleđuje dalje. Kada neki čvor primi paket, on smanjuje njegov TTL za jedan. Kada TTL paketa dođe na nulu (istekne TTL), taj paket se ne prosleđuje dalje. Ako vreme života paketa nije isteklo (TTL paketa je veći od nule), međučvor difuzno emituje novoformirani RREQ, a, ako jeste, RREQ

paket se odbacuje. DSR protokol ima opciju kojom čvor S zahteva da na RREQ odgovara samo određišni čvor D, u tom slučaju, kada RREQ dođe u međučvor, on samo upisuje putanju od čvora S do njega u svoju tabelu rutiranja i prosleđuje RREQ dalje.

Kada RREQ stigne u određišni čvor, u njemu je upisana jedna od formiranih putanja od čvora S do čvora D. S obzirom da u određišni čvor D stiže više RREQ paketa, za svaki od njih čvor D generiše slanje RREP paketa u koji upisuje kopiju formirane putanje iz pristiglog RREQ paketa. Za razliku od RREQ paketa koji se šalje difuzno, RREP paket šalje se po putanji od D do S, samo čvorovima čije se adrese nalaze na formiranoj putanji. Kada S primi RREP, on pristiglu putanju upisuje u svoju tabelu rutiranja (*routing cache*). Nakon što u S, stignu svi RREP paketi, on bira iz svoje tabele rutiranja putanju po kojoj će slati podatke. Kod DSR protokola to je putanja sa najmanjim brojem skokova, odnosno najkraća putanja. Ako se putanja nalazi u tabeli rutiranja duže od *timeout* vremena (300 sekundi), i za to vreme nije korišćena, putanja se briše iz tabele rutiranja.

Procedurom održavanja putanje izvorišni čvor S, koji već zna putanju do određišnog čvora D, proverava slanjem RREQ paketa po poznatoj putanji, da li putanja i dalje može da se koristi za slanje podataka, ili je neki link na toj putanji u prekidu. Čvor koji, eventualno, otkrije da je link u prekidu generiše RERR (*Route Error*) paket, koji šalje po putanji, po kojoj je RREQ paket stigao, nazad do čvora S. Ukoliko čvor S otkrije da prvom putanjom iz tabele rutiranja nije moguće poslati paket, on proverava da li ima u tabeli rutiranja neku drugu putanju do čvora D. Ako ima, proveriće i tu putanju, i ako je ona ispravna poslaće pakete. Ako je i ta putanja u prekidu, tražiće sledeću putanju do čvora D u svojoj tabeli rutiranja. Ovo se ponavlja sve dok čvor ne pronađe neku putanju kojom može da pošalje podatke ili ustanovi da nema putanju do čvora D. Ako čvor S otkrije da nema nijednu ispravnu putanju do čvora D, on zahteva ponovno otkrivanje putanje, odnosno *route discovery* proceduru.

### **2.3.2. AODV – Ad-hoc On-demand Distance Vector protokol rutiranja**

AODV (*Ad-hoc On-demand Distance Vector*) protokol, standardizovan IETF (*Internet Engineering Task Force*) eksperimentalnim RFC 3661 (*Request for Comments*) [3], koristi isti mehanizam otkrivanja putanje kao u DSR protokolu, ali je mehanizam održavanja putanje drugačiji.

Difuznim emitovanjem *Hello* poruka čvor nudi informaciju o povezanosti u mreži. Čvor proverava da li je poslao neki difuzni paket (npr. RREQ) u poslednjih *Hello\_Interval* milisekundi (po protokolu *Hello\_Interval* iznosi 1000 ms). Ako nije, potrebno je da inicira slanje difuznog *Hello* paketa kako bi obavestio mrežu da je aktivan. Taj *Hello* paket je u stvari RREP paket koji se šalje samo susednim čvorovima (ima TTL=1). U *Hello* paketu nalaze se sledeća polja: IP adresa odredišnog čvora (koja se podešava na vrednost IP adrese čvora koji inicira slanje *Hello* paketa), sekvencijalni broj odredišnog čvora (u koji se upisuje poslednji sekvencijalni broj koji je primio čvor koji inicira slanje *Hello* paketa), *hop count* koji uzima vrednost 0, i vreme života (*lifetime*) koje je dva puta veće od *Hello\_Interval*. Kada neki čvor primi *Hello* paket, na njega ne odgovara. Ako neki čvor X dobije bilo koji paket od susednog čvora Y u toku  $2 \cdot \textit{Hello\_Interval}$  vremena, a nakon toga, narednih  $2 \cdot \textit{Hello\_Interval}$  vremena ne dobije nikakav paket od čvora Y, čvor X će smatrati da link između njega i Y u prekidu.

Tabele rutiranja u čvorovima sadrže podatke o putanjama memorisanim u skladu sa unapred definisanim vremenom (*Delete\_Period*). Po isteku tog sistemski definisanog vremena podaci iz tabela rutiranja u čvorovima se brišu, bez obzira da li su te putanje i dalje aktivne. Vrednost *Delete\_Period* vremena može imati različite vrednosti: ako se koristi za određivanje da li je neki čvor aktivan, uzima vrednost  $2 \cdot \textit{Hello\_Interval}$ , ako se koristi za utvrđivanje da li je neki link u prekidu uzima se vrednost *Active\_Route\_Timeout* (koji iznosi 3000 ms). S obzirom da su se podaci iz tabele rutiranja kod DSR protokola brisali nakon 300 sekundi, a kod AODV protokola brišu se nakon 3 s, procedura otkrivanja putanje pokreće se češće kod AODV nego kod DSR protokola. Osim toga, iniciranjem *Hello* paketa unosi se dodatno trošenje resursa u mreži, ali AODV protokol ima bolje performanse kod mobilnih mreža jer brže otkriva neaktivnost čvorova u mreži.

### **2.3.3. LQSR – Link Quality Source Routing protokol**

LQSR (*Link Quality Source Routing*) [4] protokol predstavlja modifikaciju DSR [2] protokola, koji za optimalnu putanju bira onu koja ima najmanju metriku rutiranja, a ne putanju sa najmanjim brojem skokova (kao kod DSR protokola). Metrika rutiranja predstavlja pravilo po kom se od više formiranih putanja bira optimalna. Ona se može definisati za putanju (metrika putanje) ili za link (metrika linka). Metrika

putanje predstavlja (težinu, cenu) jedne putanje od izvora do odredišta, i zavisi od metrika svih linkova na toj putanji. Pod metrikom (težinom, cenom) linka podrazumeva se neka informacija o kvalitetu pojedinačnog linka npr. propusni opseg, verovatnoća gubitka paketa i sl. Procedure otkrivanja i održavanja putanja kod LQSR protokola veoma su slične kao u DSR protokolu. Osnovna razlika je u sledećem: kada čvor primi RREQ on u njega upisuje, osim svoje adrese i metriku linka između čvora koji je primio RREQ i prethodnog čvora na putanji. Dakle, u RREQ paketima se pored svih adresa čvorova na putanji, prenose i metrike svih linkova na toj putanji. Osim RREQ paketa, podaci o metrikama linkova na putanjama upisuju se i u RREP i RERR pakete. Još jedna modifikacija ogleda se u tome da samo odredišni čvor odgovara na RREQ paket, tj. samo odredišni čvor šalje RREP paket. LQSR protokol podržava verziju *packet salvaging* mehanizma koji obezbeđuje da se paket spasi ako neki međučvor na putanji otkrije da sledeći link na putanji nije dostupan, a ima u svojoj tabeli rutiranja neku drugu putanju do odredišnog čvora. Tada on preusmerava pakete po alternativnoj putanji, a slanjem REER paketa obaveštava izvorišni čvor da je putanja koja je bila upisana u RREQ paket u prekidu. Da bi putanje ostale pouzdane, metrike linkova moraju da se obnavljaju. Kada čvor šalje paket, svaki čvor na putanji osvežava svoje podatke o metrikama linkova na toj putanji. Povremeno, svaki čvor šalje *Link\_Info* poruku u kojoj se nalaze metrike svih linkova tog čvora i njemu susednih čvorova.

### **2.3.4. ABR – Associativity-Based Routing protokol**

ABR (*Associativity-Based Routing*) [5] je protokol rutiranja kod koga je stabilnost najvažniji parametar za selekciju optimalne putanje. On koristi *associatively ticks* mehanizam, ostvaren periodičnim slanjem *Hello* paketa (svake sekunde) i *tick* brojačem koji se pamti u svakom čvoru. Svaki put kada čvor X primi *Hello* paket od susednog čvora Y, povećaće svoj *tick* brojač za čvor Y. Kada *tick* brojač dostigne unapred definisanu vrednost (prag stabilnosti) čvor X će smatrati da je link između njega i čvora Y stabilan. Vrednost *tick* brojača veća od praga stabilnosti označava da je veza između dva susedna čvora stabilna. Ako čvor Y ode van dometa čvora X (ne primi *Hello* paket od njega u toku 2 s), *tick* brojač u čvoru X za čvor Y resetuje se na nulu. ABP protokol selektuje putanju koja sadrži linkove sa najvećim *tick* brojačima jer se ona smatra najstabilnijom putanjom od svih raspoloživih.

### **2.3.5. SSBR – Signal Stability-Based Adaptive Routing protokol**

SSBR (*Signal Stability-Based Adaptive Routing*) [6] protokol rutiranja selektuje optimalnu putanju na osnovu stabilnosti signala i lokacije čvorova. Kao i u prethodnim protokolima, RREQ paket se difuzno prenosi kroz mrežu, određište odgovara RREP paketima, i podaci se šalju preko selektovane putanje. SSBR sadrži dva podprotokola: DRP (*Dynamic Routing Protocol*) i SRP (*Static Routing Protocol*). Kod DRP protokola, svaki čvor difuzno šalje *Hello* pakete. Kada čvor primi *Hello* paket on upisuje u tabelu stabilnosti signala (*signal stability table*) nivo snage primljenog paketa. Ova tabela se osvežava nakon prijema svakog novog paketa. Analizom nivoa snaga primljenih *Hello* paketa, određuje se prosečni nivo snage signala primljenih *Hello* paketa od svih susednih čvorova. Na osnovu te vrednosti linkovi se klasifikuju u „slabe“ i „jake“: slabi linkovi su oni čiji je nivo snage primljenih *Hello* paketa manji od prosečnog, a jaki oni kod kojih je nivo snage iznad prosečnog. Ova procedura se izvršava po primanju svakog *Hello* paketa, i tabela stabilnosti se na taj način osvežava.

SRP izvršava zadatke rutiranja kao što je prosleđivanje paketa na osnovu postojećih tabela rutiranja, odgovara na RREQ pakete i sl. RREQ prenosi podatak da li treba selektovati putanju sa „slabim“, „jakim“ linkovima, ili je nebitno kakvi su linkovi. Ako se u RREQ specificiraju samo „jaki“ linkovi, RREQ paketi koji dolaze preko „slabih“ linkova se odbacuju. U tom slučaju, otkrivene putanje će sadržati samo „jake“ linkove. Ako postoji više putanja koje se sastoje samo od „jakih“ linkova, određište bira bilo koju od njih. Ako nije pronađena nijedna putanja koja se sastoji od „jakih“ linkova, protokol pokreće mehanizam pronalaženja putanja koje se sastoje od „slabih“ linkova.

### **2.3.6. ARA – The Ant-colony based Routing Algorithm**

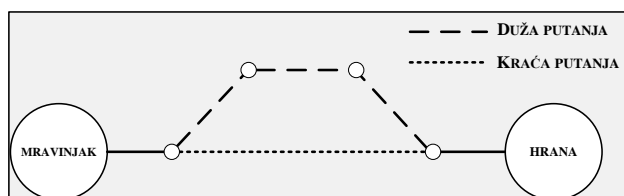
ARA (*The Ant-colony based Routing Algorithm*) [7] predstavlja protokol koji koristi meta-heuristiku zasnovanu na ponašanju kolonije mrava (*ant colony optimization meta-heuristic*) koji kreću iz mravinjaka i pretražuju okolinu dok ne nađu hranu. Dok se mravi kreću oni ispuštaju feromone<sup>1</sup> i obeležavaju putanju kojom su išli. Na osnovu koncentracije feromona duž neke putanje mravi biraju putanju sa najvećom koncentracijom. Na slici 2.3 date su dve putanje od mravinjaka do hrane. Prvi put kada

---

<sup>1</sup> Feromon je izlučenje hemijskih faktora koji izazivaju odgovor kod članova iste vrste. Feromoni su hemikalije sa sposobnošću delovanja izvan tela koja ih luči i koje utiču na ponašanje primajućih pojedinca.



pronalaze hranu mravi slučajno biraju putanju, međutim mravi koji izaberu donju putanju pre stižu do hrane jer je ona kraća. Kada mravi dođu do hrane i krenu do mravinjaka, ponovo biraju putanju po kojoj će se vratiti, tako što selektuju putanju sa najvećom koncentracijom feromona. Koncentracija feromona na putanji vremenom opada, međutim svaki put kada mrav pređe preko putanje on ponovo ispušta feromone i povećava njihovu koncentraciju. Kada se prvi mrav vrati u mravinjak, koncentracija feromona biće najveća na najkraćoj putanji jer se mrav koji je išao po njoj najbrže vratio. Nakon toga, ostali mravi koji kreću po hranu ići će najkraćom putanjom (jer je na njoj najveća koncentracija feromona). Ako se ovaj princip primeni na mreže, mravinjak predstavlja izvorišni, hrana odredišni čvor, a mravi pakete koji se razmenjuju između čvorova.



Slika 2.3. Princip pronalaženja hrane kod mrava [7].

ARA [7] protokol koristi dva tipa kontrolnih paketa: FANT (*Forward ANT*) i BANT (*Backward ANT*) za određivanje najkraće putanje. FANT predstavlja mali paket koji izvorišni čvor difuzno emituje i u koji je upisana adresa izvorišnog čvora S, adresa odredišnog čvora D i jedinstven sekvencijalni broj na osnovu kog međučvorovi mogu da detektuju da li je pristigli FANT paket već viđen ili ne. Kada neki međučvor prvi put primi FANT, on u svojoj tabeli rutiranja formira zapis koji sadrži tri podatka: adresu odredišnog čvora (*destination address*), adresu sledećeg čvora na putanji (*next hop*) i vrednost feromona (*pheromone value*). Međučvor u polje za adresu odredišnog čvora upisuje adresu čvora S (adresu izvorišnog čvora), dok u polje za adresu sledećeg čvora upisuje adresu suseda od kog mu je stigao FANT. Vrednost feromona računa se u zavisnosti od broja pojavljivanja FANT paketa [7]. Vrednost feromona,  $\varphi_{X,Y}$ , za link između čvorova X i Y povećaće se za  $\Delta\varphi$  svaki put kada čvor Y primi paket od čvora X, formula (2.1). S obzirom da je inicijalna vrednost feromona nula, kada u čvor prvi put stigne FANT, vrednost feromona iznosiće  $\Delta\varphi$ .

$$\varphi_{X,Y} = \varphi_{X,Y} + \Delta\varphi \quad (2.1)$$

Imajući u vidu da koncentracija feromona vremenom opada i vrednost feromona  $\varphi_{X,Y}$  opada po formuli (2.2):

$$\varphi_{X,Y} = (1 - q) \cdot \varphi_{X,Y}, \quad q \in (0,1) \quad (2.2)$$

gde je  $q$  koeficijent kojim se podešava brzina slabljenja feromona [7].

Nakon što podacima iz FANT paketa osveži svoju tabelu rutiranja, međučvor ga dalje difuzno emituje. Ako u međučvor dođe FANT paket koji ima isti sekvencijalni broj i isti izvorišni čvor kao neki prethodni FANT, međučvor ga odbacuje. Kada FANT dođe do čvora D, on u svoju tabelu rutiranja upisuje zapis sa sledećim podacima: adresa odredišnog čvora je adresa čvora S, adresa sledećeg čvora na putanji je adresa čvora od koga je FANT stigao, i vrednost feromona poveća se za  $\Delta\varphi$ . Za svaki primljeni FANT, čvor D formira odgovor u vidu BANT paketa koji, takođe, pronalazi putanju, ali od odredišnog čvora D do izvorišnog čvora S. Čvor D šalje BANT paket onom čvoru od kog je primio FANT. Kada međučvor primi BANT vrednost feromona za link po kom je BANT došao povećaće se za  $\Delta\varphi$  po formuli (2.1). Međučvor pronalazi zapis, u svojoj tabeli rutiranja, koji ima najveću vrednost feromona, a za koji je čvor S odredišni čvor. Nakon toga, BANT prosleđuje čvoru koji je u tom zapisu upisan kao sledeći čvor na putanji, i na taj način se BANT prenosi do čvora S. Kada čvor S primi BANT, on zna koji čvor mu je poslao BANT i tom čvoru šalje pakete podataka. S obzirom da prvi paket koji dolazi u čvor S dolazi preko najkraće putanje, protokolom se paketi podataka šalju kao odgovor na prvi BANT. Međutim, BANT paketi dolaze i preko drugih putanja, pa ovim protokolom postoji mogućnost slanja podataka i preko više putanja. Održavanje putanje vrši se pomoću paketa podataka; svaki put kada međučvor primi paket podataka vrednost feromona za link do tog suseda poveća se po formuli (2.1) za  $\Delta\varphi$ . Nakon određenog vremena, svi čvorovi će u tabeli rutiranja, imati najveće vrednosti feromona za susede preko kojih se formira najkraća putanja do svakog odredišta.

### **2.3.7. Reaktivni protokoli rutiranja - zaključak**

Osnovni predstavnici reaktivnih protokola rutiranja su DSR i AODV, dok ostali reaktivni protokoli na različite načine pokušavaju da unaprede performanse ova dva protokola. LQSR [4] protokol uključuje dodatne pretpostavke vezane za kapacitet linkova, koje utiču na izbor optimalne putanje. Grupa protokola koji ubrzavaju proces

pronalaženja putanja su: TORA (*Temporally Ordered Routing Algorithm*) [9], AODV-ABR (*AODV Adaptive Backup Routing*) [10], LODRR (*Low Overhead Dynamic Route Repair*) [11], SLR (*Source Routing with Local Recovery*) [12], DBR2P (*Dynamic Backup Routes Routing Protocol*) [13] i RBR (*Refinement based Routing*) [14].

Protokoli koji predviđaju koje će putanje biti stabilnije, pa na osnovu toga selektuju optimalnu putanju su: ABR [5], SSBR [6], FORP (*Flow Oriented Routing Protocol*) [15] koji na osnovu saobraćajnog opterećenja vrši proračun i predviđanje stanja linkova, i na osnovu toga određuje optimalnu putanju, LLR (*Long Lifetime Route*) [16] koji favorizuje putanje sa dužim vremenom života. Osim tradicionalnog pristupa (koji kao matematičku osnovu koriste teoriju grafova i optimizaciju saobraćajnih tokova) mnogi istraživači primenjuju interdisciplinarnе pristupe za pronalaženje optimalne putanje. Primer su protokoli koji koriste meta-heuristiku zasnovanu na ponašanju kolonije mrava ARA [7] i DAR (*Distributed Ant Routing*) [8], kao i pristup koji koristi teoriju igara, FDG (*Forwarding Dilemma Game*) [17].

## **2.4. Proaktivni protokoli rutiranja**

Proaktivni protokoli predstavljaju protokole rutiranja kod kojih svaki čvor u mreži u svakom trenutku ima informaciju o bar jednoj putanji do svih čvorova u mreži. Najpoznatiji proaktivni protokoli rutiranja su DSDV (*Destination Sequence Distance Vector*) [18] i OLSR (*Optimized Link State Routing*) [19], ali biće reči i o drugim proaktivnim protokolima koji se često javljaju u literaturi.

### **2.4.1. DSDV – Destination Sequence Distance Vector protokol**

DSDV (*Destination-Sequenced Distance-Vector*) [18] jedan je od najstarijih protokola rutiranja koji se zasniva na Bellman-Ford<sup>2</sup> algoritmu [20]. U svakom čvoru nalaze se tabele rutiranja koje sadrže putanje do svih odredišta u mreži i broj skokova do svakog od njih. Da bi se sačuvali relevantni podaci o putanjama, svaki čvor periodično emituje podatke iz svoje tabele rutiranja. Postoje dve vrste osvežavanja tabele rutiranja: *full dump* i *incremental*. *Full dump* osvežavanjem šalje se čitava tabela rutiranja ka susednim čvorovima. Ovo osvežavanje dešava se relativno retko, jer je

---

<sup>2</sup> R.E. Bellman (1920 – 1984), matematičar koji je izmislio dinamičko programiranje., L.R. Ford (1927-) matematičar koji se specijalizovao za probleme mrežnih tokova saobraćaja.

veličina paketa u kojima se prenosi čitava tabela rutiranja velika i njeno prenošenje zahteva više NPDU (*Network Protocol Data Units*). *Incremental* osvežavanje je manje (može da stane u jedan paket) i koristi se za slanje onih podataka iz tabele rutiranja koji su se promenili od poslednjeg *full dump* osvežavanja. Pošto su paketi prilikom *incremental* osvežavanja manji, ovo osvežavanje se dešava češće. Osim tabele rutiranja, svaki paket sa informacijama o osveženim putanjama sadrži svoj sekvencijalni broj, dodeljen od strane izvorišnog čvora, u cilju izbegavanja beskonačnog prosleđivanja paketa. Prilikom rutiranja paketa podataka koristi se putanja dobijena iz paketa koji ima najveći sekvencijalni broj, tj. putanja iz paketa sa najsvežijim podacima.

### **2.4.2. WRP – Wireless Routing Protocol**

WRP (*Wireless Routing Protocol*) [21] je unapređena verzija DSDV protokola kojim se smanjuje broj slanja kontrolnih paketa i omogućava pouzdanija razmena paketa. Za razliku od DSDV koji je u svakom čvoru imao samo jednu tabelu rutiranja, WRP koristi skup tabela kako bi imao preciznije informacije o putanjama: tabelu rastojanja DT (*Distance Table*), tabelu rutiranja RT (*Routing Table*), tabelu cena linkova LCT (*Link Cost Table*), i tabelu retransmisija poruka MRL (*Message Retransmission List*).

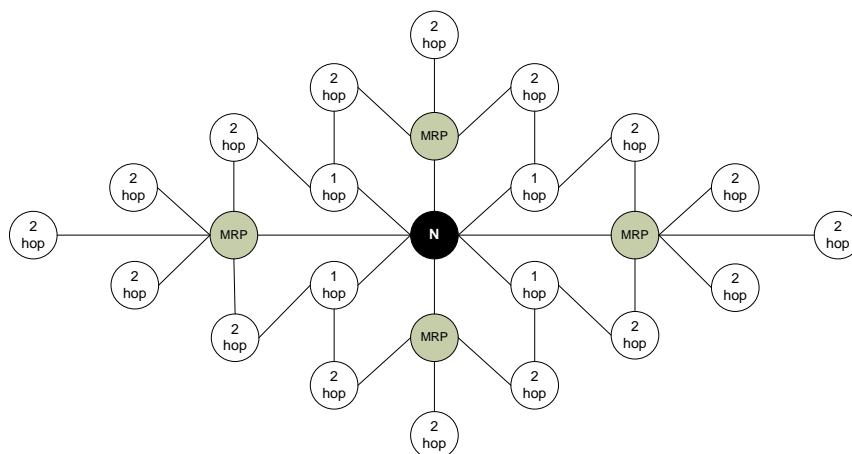
DT tabela čvora X formira se na osnovu informacija od njegovih susednih čvorova i predstavlja matricu u kojoj svaki element sadrži rastojanje (broj skokova) do nekog odredišta, i sledeći čvor na putanji do njega. Za razliku od DR tabele u koju se upisuju samo podaci koje čvor dobija od svojih suseda, RT tabela sadrži relevantne podatke ka svim čvorovima u mreži: broj skokova (dužinu putanje), prethodni čvor na putanji, sledeći čvor na putanji i indikator statusa putanje. Indikator statusa putanje može biti *correct* (ako je to obična putanja), *error* (ako je to putanja koja se vrti u petlji), ili *null* (ako čvor nema putanju do odredišta). LCT tabela sadrži metriku (npr. broj skokova do odredišta) za svaki link. Metrika linka u prekidu je beskonačna. Osim toga, LCT tabela sadrži informaciju koliko je vremena prošlo od poslednjeg uspešnog osvežavanja podataka za svaki link iz LCT tabele. MRL tabela sadrži podatke o svakoj poruci koja je pristigla u čvor da bi osvežila podatke, kome treba proslediti te podatke, i broji koliko je tih poruka bilo. Da bi tabele rutiranja imale relevantne podatke, neophodno je svim susednim čvorovima često slati pakete za osvežavanje tabela

rutiranja koji sadrže sve putanje koje neki čvor zna. S obzirom da ti paketi služe za osvežavanje podataka, umesto da se u njima upisuje kompletna tabela rutiranja, prenose se samo one putanje koje su se promenile od slanja poslednjeg paketa za osvežavanje. Ako nema promena u tabeli rutiranja, čvorovi periodično šalju prazne *Hello* pakete kako bi signalizirali drugim čvorovima u mreži da su i dalje aktivni.

### 2.4.3. OLSR – Optimized Link State Routing Protokol

OLSR (*Optimized Link State Routing Protocol*) [19] oslanja se na algoritme kao što je Dijkstra<sup>3</sup> [22] koji koriste teoriju grafova (*graph-theoretic shortest path*) za formiranje tabele rutiranja i pronalaženje najkraće putanje. Protokolom su definisani specijalni čvorovi, MPR (*MultiPoint Relays*) releji. Tokom procedure pronalaženja putanje samo MPR čvorovi smeju da prosleđuju kontrolne pakete i informacije o stanju linkova. Time se smanjuje ukupan broj i veličina kontrolnih paketa koji se prosleđuju. Svaki čvor u mreži među svojim susedima selektuje skup svojih MPR čvorova. Čvorovi u mreži, koji nisu MPR, obrađuju kontrolne pakete koje prime, ali ih ne prosleđuju. Skup MPR čvorova mora biti takav da pokriva sva dvohopovska susedstva u mreži.

Na primeru mreže sa slike 2.4 vidi se da skup izabranih MPR čvorova čvora N pokriva sve čvorove u dvohopovskom susedstvu čvora N.



Slika 2.4. Selekcija MPR u OLSR protokolu [19].

Da bi se odredila lokalna topologija mreže oko određenog čvora (dvohopovsko susedstvo), svi čvorovi periodično šalju *Hello* pakete koji nose informaciju o njihovim

<sup>3</sup> E. W. Dijkstra (1930 – 2002), naučnik koji je 1972. dobio Tjuringovu nagradu za fundamentalne doprinose razvoju programskih jezika.

susedima i stanjima njihovih linkova. MPR čvorovi imaju mogućnost da odluče da li će kontrolne pakete prosleđivati samo drugim MPR čvorovima u mreži ili svim čvorovima, što u protokol uvodi delimično prosleđivanje podataka o linku. Na taj način, selektovana putanja će biti sekvenca skokova od izvorišnog do odredišnog čvora koja prolazi kroz MPR čvorove u mreži. Izvorišni čvor neće znati kompletnu putanju, već će mu „njegov“ MPR čvorovi obezbediti samo informaciju kom čvoru treba da prosledi pakete. Čvor kome izvorišni čvor prosledi pakete, takođe, neće znati kompletnu putanju po kojoj treba dalje da prosleđuje pakete, već samo koji je sledeći čvor na putanji. Na ovaj način će se paketi podataka prosleđivati do odredišnog čvora.

#### **2.4.4. TBRPF – Topology Dissemination Based on Reverse -Path Forwarding protokol**

TBRPF (*Topology Dissemination Based on Reverse-Path Forwarding*) [23] je protokol rutiranja koji se oslanja na OLSR protokol. TBRPF se sastoji iz dve procedure: otkrivanja suseda ND (*neighbouring discovery*) i rutiranja (otkrivanje topologije mreže i određivanje putanje). Susedni čvorovi se otkrivaju pomoću diferencijalnih *Hello* paketa, koji prenose samo promene vezane za susedne čvorove, a ne za sve čvorove u dvohopovskom susedstvu. S obzirom da ovi paketi ne prenose informacije o linkovima koji nemaju promene, oni imaju manju veličinu nego *Hello* paketi koji se koriste u OLSR protokolu. Takve poruke se mogu češće slati, čime se obezbeđuje brža detekcija promene topologije. U okviru procedure rutiranja svaki čvor određuje izvorišno stablo (putanje do svih dostupnih čvorova) na osnovu informacija iz podstabla suseda RS (*reported subtree*) koje dobija od njemu susednih čvorova. Svaki čvor periodično (na svakih 5 s) šalje svojim susedima RT podstablo, dok izmene u svom podstablu šalje češće (svake sekunde) kroz diferencijalne RT.

#### **2.4.5. STAR – Source -Tree Adaptive Routing protokol**

Kod STAR (*Source -Tree Adaptive Routing*) [24] protokola svaki čvor ima izvorišno stablo koje sadrži unapred definisane linkove do svih mogućih odredišta. Susedna izvorišna stabla razmenjuju informacije pomoću LSU (*Link State Update*) paketa, kako bi im tabele sadržale relevantne podatke. Otkrivanje putanje vrši se slanjem informacija o topologiji susednim čvorovima. Putanje se pamte u tabelama rutiranja koje sadrže podatke o odredištu i o sledećem skoku. STAR protokol ima dva

mehanizma: optimalno rutiranje – ORA (*Optimum Routing Approach*) i rutiranje sa najmanjim zagušenjem – LORA (*Least Overhead Routing Approach*). ORA pronalazi najkraću putanju do odredišta, dok LORA minimizira paketsko zagušenje.

#### **2.4.6. Proaktivni protokoli rutiranja - zaključak**

Nasuprot reaktivnim protokolima rutiranja koji se široko primenjuju u bežičnim mrežama, proaktivni protokoli rutiranja uglavnom se koriste u žičnim mrežama. Ipak, dve klase žičnih protokola rutiranja uspele su, kao proaktivni protokoli, da pronađu primenu u bežičnim mrežama. Prva klasa su *distance vector* protokoli, kod kojih čvorovi uglavnom znaju samo svoju lokalnu topologiju, tj. poznaju raspored čvorova samo u svom okruženju (npr. dvohopovsko susedstvo) i za formiranje tabele rutiranja koriste distribuirani Bellman-Ford algoritam (ili njegove varijante). Osnovni predstavnici ove klase protokola su DSDV[18] i WRP[21]. Kod ovih protokola osnovni problem je što se u čvoru ne poznaje topologija čitave mreže. Druga klasa su *link state routing* protokoli kod kojih se razmenjuju informacije vezane za čitavu mrežnu topologiju i koji za formiranje tabele rutiranja koriste algoritme kao što je Dijkstra. U ovu klasu protokola spadaju OLSR[19] i TBRPF [23] protokoli. Kod ovih protokola svaki čvor zna kompletnu mrežnu topologiju, ali su paketi koji prenose informacije o čitavoj mreži veliki, pa je često paketsko zagušenje mreže. Kompromis između ove dve klase protokola je STAR [24] koji pomoću svog podprotokola ORA pronalazi najkraću putanju do odredišta, a pomoću podprotokola LORA smanjuje paketsko zagušenje.

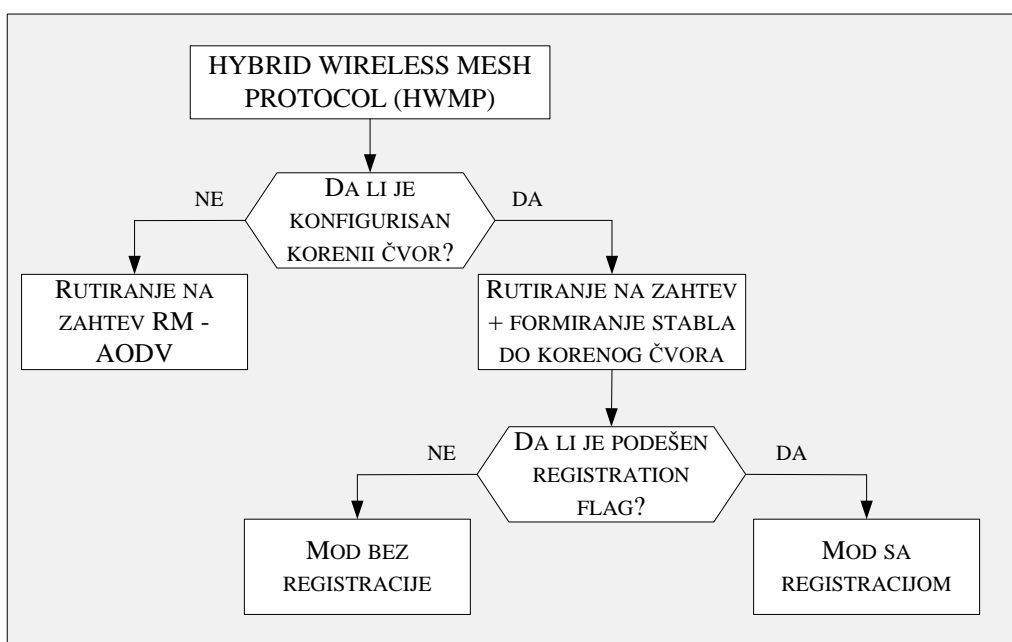
### **2.5. Hibridni protokoli rutiranja**

Hibridni protokoli predstavljaju kombinaciju proaktivnih i reaktivnih protokola, tako da se iskoriste njihove prednosti, a istovremeno prevaziđu njihove mane. Najpoznatiji hibridni protokoli rutiranja su: HWMP (*Hybrid Wireless Mesh Protocol*) [25], ZRP (*Zone Routing Protocol*) [26] i FSR (*Fisheye State Routing*) [27], dok postoje i protokoli koji određuju optimalnu putanju pomoću tzv. optimizacije kolonijom mrava.

#### **2.5.1. HWMP – Hybrid Wireless Mesh Protocol**

HWMP (*Hybrid Wireless Mesh Protocol*) [25] protokol kombinuje fleksibilnost reaktivnih protokola rutiranja sa formiranjem stabla koje je karakteristično

za proaktivne protokole. Kada radi u reaktivnom modu HWMP radi na principima AODV protokola pomoću kog pronalazi putanje na zahtev (*on-demand*), dok se pomoću proaktivnog protokola ostavlja mogućnost svakom čvoru da formira svoje stablo topologije (u kom bi on bio tzv. „koreni čvor“). U zavisnosti od konfiguracije protokola rutiranja, slika 2.5, može se koristiti proaktivni ili reaktivni pristup rutiranju. Ako čvor želi da pronade samo putanju do nekog određenog čvora, koreni čvor neće biti konfigurisan i korišće se reaktivni protokol rutiranja. S druge strane, ako čvor želi da odredi svoje stablo topologije, koreni čvor će biti konfigurisan, koristi se proaktivni protokol i stablo topologije se formira periodičnom razmenom *announcement* paketa.



Slika 2.5. Konfiguracija HWMP [25].

Reaktivni protokol je modifikacija AODV koji umesto IP adresa, koristi MAC (*Medium Access Control*) adrese. Osim toga, u RREQ i RREP paketima prenosi se informacija o metrici, a ne samo o broju skokova. U osnovnoj varijanti koristi se RM-AODV (*Radio Metric AODV*) metrika koja je definisana formulom (2.3), ali moguće je koristiti i bilo koju drugu metriku.

$$c_a = \left[ O_{ca} + O_p + \frac{B_r}{r} \right] \frac{1}{1 - e_{fr}} \quad (2.3)$$

$O_{ca}$  je kanalni *overhead*,  $O_p$  je *overhead* MAC protokola,  $B_r$  broj bita,  $r$  bitski protok, a  $e_{fr}$  verovatnoća gubitka paketa. S obzirom da se stanje radio kanala između



dva čvora, tj. linka, menja često u toku vremena, a metrika zavisi od njega, i vrednost metrike se često menja. Da bi metrika nosila relevantne podatke o stanju linkova između izvorišnog i odredišnog čvora, samo odredišni čvor odgovara na RREQ pakete.

RREQ i RREP paketi sadrže sekvencijalni broj koji se koristi za proveravanje ispravnosti paketa. Informacija o putanji iz pristiglog paketa je ispravna, ako je njegov sekvencijalni broj veći od sekvencijalnog broja prethodnog paketa. Još jedna modifikacija protokola ogleda se u mogućnosti da RREQ paketi prenose informacije o više odredišnih čvorova, npr. moguće je u RREQ paket upisati adresu više čvorova čiji su linkovi u prekidu. Na taj način smanjuje se preopterećenost mreže kada je potrebno ostvariti komunikaciju između nekoliko parova čvorova istovremeno.

Ako je u konfiguraciji protokola podešeno da postoji koreni čvor, protokol će raditi u proaktivnom modu. Pošto čvorovi u mreži ne znaju koji je čvor koren stabla (koji je čvor inicirao pronalaženje stabla topologije), neophodno je da bar jedan čvor u mreži periodično difuzno emituje *announcement* paket ostatku mreže. Kada *announcement* paket dođe do korenog čvora, on setuje polje *announcement type* na 1, i generiše nov *announcement* paket. Kada neki drugi čvor primi paket od korenog čvora, on zna da mu je koreni čvor susjedni, u *announcement* paket upisuje svoju adresu i metriku, i prosleđuje ga. Kada bilo koji drugi čvor u mreži primi paket sa *announcement type* jednak 1, na osnovu putanje i metrike iz paketa, određuje svoju putanju do korenog čvora. Na ovaj način formira se stablo mreže i svaki čvor ima putanju do korenog čvora. Nakon određivanja putanje do korenog čvora paketi podataka šalju se na dva načina, u zavisnosti od vrednosti polja *registration*.

Ako polje *registration* ima vrednost 0, slanje podataka vrši u modu bez registracije. Tada čvor X ne čeka *announcement* paket, već pre nego što pošalje podatke korenom čvoru, inicira slanje dodatnog GRREP (*Gratuitous RREP*) paketa ka korenom čvoru. GRREP paketom se podešava povratna putanja od korenog čvora do čvora X.

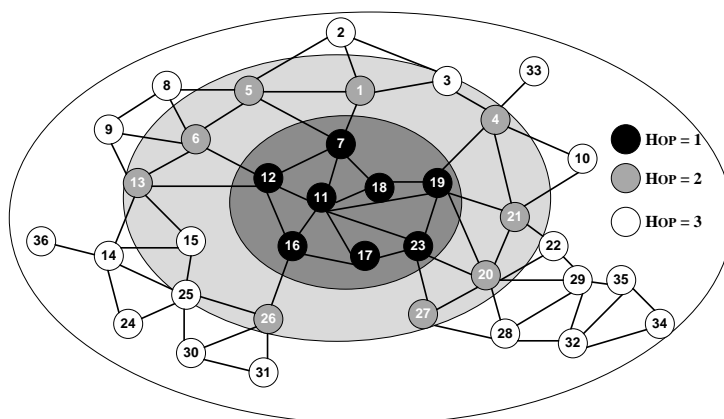
Ako polje *registration* ima vrednost 1, slanje podataka vrši se u modu sa registracijom. Čvor X neko vreme čeka da dobije *announcement* paket ili generiše RREQ (sa vremenom života 1) koji šalje susjednim čvorovima. Ako susjedni čvorovi znaju putanju do korenog čvora, obaveštavaju X o njoj. Na osnovu odgovora susjednih čvora, čvor X bira putanju koja ima najmanju metriku do korenog čvora.

### 2.5.2. ZRP – Zone Routing Protocol

ZRP (*Zone Routing Protocol*) [26] protokol ima hibridni koncept koji se sastoji iz proaktivnog rutiranja između bliskih, i reaktivnog rutiranja između udaljenih čvorova. Za svaki čvor je definisano lokalno susedstvo (zona). Za svaku zonu definiše se  $\rho$  faktor koji predstavlja maksimalni broj skokova koliko čvorovi u zoni čvora X mogu da budu udaljeni od njega. Procedura otkrivanja suseda i putanja u okviru zone ostvaruje se pomoću IARP (*Intrazone Routing Protocol*) protokola ili razmenom *Hello* paketa. IARP je proaktivni pristup koji uvek zadržava relevantne tabele rutiranja i koji se ostvaruje unutar zone, pa svi čvorovi unutar zone znaju putanje kojima mogu da proslede pakete podataka do drugih čvorova u zoni. Za određivanje putanja do čvorova izvan odgovarajuće zone koriste se RREQ paketi generisani u okviru IERP (*Interzone Routing Protocol*) protokola. IERP koristi reaktivni pristup za komunikaciju čvorova koji se nalaze u različitim zonama.

### 2.5.3. FSR – Fisheye State Routing

FSR (*Fisheye State Routing*) [27] koristi tehniku „*fish-eye*” koju su predložili Kleinrock i Stevens [28] za smanjenje količine informacija kod prenosa grafičkih podataka. Kada se isti princip primenjuje kod rutiranja, čvorovi koji se nalaze u blizini izvorišnog čvora dobijaju „kvalitetnije informacije“ od čvorova koji se nalaze na većoj udaljenosti. Na slici 2.6 prikazana je primena „*fish-eye*” tehnike.



Slika 2.6. Primer podele mreže po oblastima pomoću Fisheye principa [27].

Krugovi različitih nijansi sive boje definišu različite oblasti u odnosu na izvorišni čvor (čvor 11 na slici 2.6). Oblast je definisana kao skup čvorova do kojih se

od izvorišnog čvora može doći pomoću unapred određenog broja skokova. Na slici 2.6 postoje tri oblasti za čvor 11. U okviru tamno sive oblasti, svi čvorovi su udaljeni jedan skok od čvora 11, u svetlo sivoj dva skoka, a u beloj oblasti više od dva.

Svaki čvor  $X$  određuje susedne čvorove, a informacije o stanju njihovih linkova dobija na osnovu LSP (*Link State Packets*) kontrolnih paketa. Što je čvor bliži izvorišnom čvoru, to mu se češće šalju LSP paketi, pa je na taj način bolje informisan o stanju njihovih linkova, njihovim metrikama i sl, za razliku od daljih čvorova do kojih LSP paketi ređe stižu. Na taj način, smanjuje se ukupan broj kontrolnih paketa u mreži, pa i njeno opterećenje. Mehanizmom širenja informacija (*information dissemination mechanism*) čvor  $X$  će preko LSP paketa dobiti i informacije o susedima njegovih suseda. Daljim širenjem LSP paketa čvor će dobiti informacije o svim čvorovima u mreži i formirati putanje do njih.

#### **2.5.4. Hibridni protokoli zasnovani na ponašanju kolonije mrava**

HOPNET (*Hybrid ant colony optimization*) [29] i ANSI (*Ad hoc Networking with Swarm Intelligence*) [30] hibridni protokoli rutiranja koji pronalaze optimalne putanje primenom meta-heuristike zasnovane na ponašanju kolonije mrava.

HOPNET protokol zasniva se na ACO (*Ant Colony Optimization*) optimizaciji i rutiranju po zonama. U okviru protokola, kontrolni paketi (mravi) se prenose iz jedne u drugu zonu, sa lokalnim proaktivnim otkrivanjem putanje unutar zone, i reaktivnom komunikacijom između zona. Algoritam kombinuje ZRP i DSR protokol uz primenu optimizacije kolonijom mrava. U okviru jedne zone paketi (*forward ants*) se usmeravaju ka čvorovima koji se nalaze na ivicama zona. Ti paketi sadrže lokalne tabele rutiranja zone u okviru koje se razmenjuju. Ako je neki čvor ivični za više zona, on u sebi ima informacije o lokalnim tabelama rutiranja za više zona. Na osnovu toga, paketi (mravi) prenose se iz jedne u drugu zonu preko ivičnih čvorova korišćenjem informacija o putanjama iz lokalnih tabela rutiranja. U slučaju prekida nekog linka, informacija o prekidu prenosi se samo unutar zone, čime se smanjuje zagušenje u mreži.

U okviru ANSI [30] protokola neki čvorovi otkrivaju putanje reaktivno, a neki proaktivno. Čvorovi koji koriste reaktivno rutiranje prvo difuziono emituju FRA (*Forward Reactive Ant*) paket ka odredištu. Kada odredište primi FRA, odgovara BRA (*Backward Reactive Ant*) paketom koji osvežava tabele rutiranja svih čvorova na

putanji. Ako se dogodi prekid putanje kod nekog međučvora, taj čvor pamti paket za koji nema putanju, i inicira otkrivanje nove putanje slanjem FRA paketa. U delu mreže kod kog se stanje linka retko menja, čvorovi otkrivaju putanje proaktivno, periodičnim slanjem PA (*Proactive Ants*) paketa koji nemaju potvrde i pomoću kojih se formiraju lokalne tabele rutiranja. Otkrivanje susednih čvorova postiže se difuznim emitovanjem *Hello* paketa koji nose informacije o stanju linka.

### **2.5.5. Hibridni protokoli rutiranja - zaključak**

Hibridni protokoli rutiranja namenjeni su za velike mreže jer, u slučaju da je mreža mala, lako se može doneti odluka da li koristiti reaktivni ili proaktivni pristup. U zavisnosti od načina kombinovanja reaktivnih i proaktivnih protokola, hibridni protokoli mogu se podeliti u tri grupe.

U prvu grupu spadaju protokoli u okviru kojih se unapred definiše da li će se koristiti reaktivni ili proaktivni pristup rutiranja koji su definisani nezavisno. Tipični predstavnik je HWMP [25] protokol koji, na osnovu konfiguracije korenog čvora, donosi odluku da li će koristiti reaktivan ili proaktivan protokol. Osim njega, u ovu grupu spada i LRHR (*Link Reliability based Hybrid Routing*) [31] koji odluku donosi na osnovu raspoloživosti linkova. Drugu grupu hibridnih protokola čine protokoli koji dele čvorove po zonama i u skladu sa tim podelama primenjuju različite pristupe rutiranja, čvorovi koji su bliski izvorišnom čvoru koriste proaktivno, a udaljeni čvorovi koriste reaktivno rutiranje. Tipični predstavnici ove grupe su: ZRP [26] i FSR [27]. Treća grupa hibridnih protokola koristi optimizaciju kolonijom mrava. U nju spadaju HOPNET [29] koji kombinuje rutiranje u okviru zone sa meta-heuristikom zasnovanom na ponašanju kolonije mrava i ANSI [30] koji kombinuje meta-heuristiku zasnovanu na ponašanju kolonije mrava sa reaktivnim i proaktivnim principima pronalaženja optimalne putanje.

## **2.6. Multipath protokoli rutiranja**

*Multipath* protokoli rutiranja pronalaze višestruke putanje između izvorišnog i odredišnog čvora i koriste te putanje da bi poboljšale performanse metrika rutiranja. Za razliku od protokola koji selektuju jednu putanju, kod *multipath* protokola paketi

podataka se istovremeno šalju preko više putanja. Da bi ovi protokoli ispravno funkcionisali, selektovane putanje ne smeju da sadrže iste čvorove, niti iste linkove.

Uvođenjem višestrukih putanja u DSR i AODV protokole dobijaju se: MuSeQoR (*Multipath Security-aware QoS Routing*) [32], AOMDV (*Ad hoc On-demand Multipath Distance Vector routing*) [33], TMRP (*Truthful Multipath Routing Protocol*) [34] i SMORT (*Scalable Multipath On-demand Routing*) [35] protokoli. Protokoli koji koriste matematičke modele za optimizaciju višestrukih putanja su: AQoSR (*Adaptive QoS Routing*) [36] koji koristi Lagranžovu heuristiku, ODDP (*On demand Discovery of Disjoint Paths*) [37] koji koristi teoriju mrežnih tokova i DMRCT (*Disjoint Multipath Routing using Colored Trees*) [38] koji koristi teoriju obojenih grafova. Kod SMORT [35], AQoSR [36], CHAMP (*Caching And Multipath routing Protocol*) [39] i NTBR (*Neighbor Table Based Multipath Routing*) [40] algoritama, primena *multipath* rutiranja ima za cilj povećanje tolerancije grešaka u prenosu i/ili brz oporavak od prekida. Kod MuSeQoR [32] i SecMR (*Secure Multipath Routing*) [41] protokola *multipath* rutiranje koristi se u cilju poboljšanja sigurnosti prenosa, dok se kod REEF (*Reliable and Efficient Forwarding*) [42] koristi za efikasnije prosleđivanje paketa teško dostupnim čvorovima.

## **2.7. Hijerarhijski protokoli rutiranja**

Uvođenje hijerarhije u WMN mreže potrebno je kod mreža sa velikim brojem čvorova da bi se obezbedila skalabilnost. Hijerarhijski pristup ima za cilj deljenje mreže na klastere kako bi se smanjilo mrežno opterećenje. Čvorovi koji imaju viši hijerarhijski nivo ostvaruju specijalne servise, poboljšavaju skalabilnost i efikasnost rutiranja. Osnovni predstavnici hijerarhijskih protokola su: HSR (*Hierarchical State Routing*) [43], H-LANMAR (*Hierarchical Landmark Routing*) [44] i CEDAR (*Core-Extraction Distributed Ad Hoc Routing*) [45] kod kojih se hijerarhija kreira dinamički i distribuirano, u zavisnosti od potreba u datom trenutku.

## **2.8. Multikast protokoli rutiranja**

Multikast protokoli rutiranja podržavaju prenos podataka od jednog izvorišnog čvora ka više odredišnih čvorova. Multikasting može biti koristan kod aplikacije kao što su audio i video tele-konferencije, pregledanje video sadržaja u realnom vremenu (*real-time video streaming*) i sl. Multikasting na mrežnom sloju koristi se umesto slanja više *unicast* paketa (svakom od odredišta posebno).

DCMP (*Dynamic Core based Multicast Routing*) [46], AMRoute (*Ad Hoc Multicast Routing Protocol*) [47], Fireworks [48] i ROMANT (*Robust multicasting in ad hoc networks using trees*) [49] su multikast protokoli koji formiraju multikast stablo, kako bi pronašli putanje do odredišta. Da bi se smanjilo zagušenje u mreži, paketi se prosleđuju samo preko čvorova koji pripadaju mrežnom jezgru (*core*). Za razliku od spomenutih protokola, DDM (*Differential Destination Multicast*) [50] rutira pakete na zahtev i ne formira multikast stablo. EraMobile (*Epidemic-based reliable and adaptive multicast for mobile ad hoc networks*) [51], umesto formiranja multikast stabla, koristi algoritam brzog prosleđivanja paketa sličan širenju virusa kod epidemija (*epidemic algorithm*). Multikast protokoli kod kojih se posebna pažnja posvećuje obezbeđenju QoS su: QMRPCH (*QoS Multicast Routing Protocol for Clustering Mobile Ad hoc networks*) [52], QoSMRMP (*QoS multicast routing using multiple paths/trees*) [53], QoSMR (*QoS Aware Multicast Routing*) [54] i AQM (*Ad hoc QoS multicasting*) [55].

## **2.9. Lokacijski protokoli rutiranja**

Kod lokacijskih protokola rutiranja, paketi se prosleđuju na osnovu geografske pozicije čvorova. Pozicije svih čvorova određuju se pomoću nekog lokacijskog servisa, kao što je GPS (*Global Positioning System*). Prvi lokacijski protokoli rutiranja koji su se pojavili u literaturi bili su: GPSR (*Greedy Perimeter Stateless Routing*) [56], LAR (*Location-Aided Routing*) [57, 58] i DREAM (*Distance Routing Effect Algorithm for Mobility*) [59]. To su reaktivni protokoli rutiranja koji zahtevaju poznavanje lokacije čvorova (u nekim slučajevima i informacije o brzini kretanja čvorova). Bez obzira što informacije o lokacijama čvorova zahtevaju manje podataka nego prenos potpune mrežne povezanosti, i imaju predvidive i kontinualne promene, i ove informacije

stvaraju velika zagušenja u mreži. DRM (*Dynamic Route Maintenance*) [60] protokol predstavlja poboljšanje LAR protokola u cilju smanjenja zagušenja u mreži.

Daljim razvojem pojavili su se protokoli kod kojih se lokacijsko rutiranje koristi za određivanje bliske lokacije odredišnog čvora (regiona u kom se čvor nalazi), a nakon lociranja regiona, protokoli se prebacuju na druge pristupe rutiranju (proaktivne ili reaktivne). Primeri ovakvih protokola su: REGR (*Region-Based Routing*) [61], LAKER (*Location Aided Knowledge Extraction Routing*) [62] i TRR (*Terminode Remote Routing*) [63]. OGRP (*On-demand Graphic Path Routing*) [63] i TBR (*Trajectory Based Routing*) [64] spadaju u grupu protokola kod kojih svaki izvorišni čvor ima eksplicitnu listu lokacija čvorova preko kojih treba da pošalje pakete (slično statičkom rutiranju). Primena protokola koji se zasnivaju na „pohlepnim“ (*greedy*) lokacijskim algoritmima, u okruženjima koja sadrže veliki broj prepreka, može dovesti do situacije da se neki paketi ne mogu dostaviti do odredišta. Neki od protokola koji pokušavaju da izbegnu ove probleme su: LBLSP (*Load Balanced Local Shortest Path*) [66] i GLR (*Geographic Landmark Routing*) [67].

## **2.10. Geografski multikast (*geocast*) protokoli rutiranja**

Geografski multikast (*geocast*) protokoli su protokoli rutiranja kod kojih se paketi usmeravaju od izvorišnog čvora ka svim čvorovima koji se nalaze u nekom specificiranom području (*geocast area*). Kod DGR (*Direction Guided Routing*) [68] protokola, *geocast* područje se aproksimira krugom, elipsom ili pravougaonikom, ali se može koristiti i proizvoljan mnogougao. GAMER (*Geocast Adaptive Mesh Environment for Routing*) [69] usmerava pakete ka *geocast* području korišćenjem jednog od tri moguća pristupa prosleđivanja paketa FA (*Forwarding Approach*): FLOOD FA (paketi se prosleđuju svim čvorovima), CORRIDOR FA (paketi se prosleđuju samo čvorovima u nekoj određenoj pravougaonoj zoni) ili CONE FA (paketi se prosleđuju čvorovima u nekoj određenoj zoni konusnog oblika). Kod GeoGRID (*Geocasting protocol for mobile ad hoc networks based on GRID*) [70] protokola odredišni region je pravougaonog oblika izdelfjen na podmreže. U svakoj podmreži selektuje se *gateway* čvor koji proziva ostale čvorove i prosleđuje im pakete. U okviru GeoTORA (*Geocasting in mobile ad hoc networks*) [71] protokola kontrolni paket se prvo šalje slučajno izabranom čvoru u

*geocast* području kako bi se proverilo da li je područje dostupno. Ako jeste, paketi se dalje prosleđuju čitavom *geocast* području.

## **2.11. Protokoli rutiranja zasnovani na potrošnji snage**

Kod protokola rutiranja zasnovanih na potrošnji snage (*power-aware*), uvodi se kriterijum za selekciju optimalne putanje sa minimalnom potrošnjom snage (pored uslova da selektovana putanja ima velike protoke). Međutim, nije dovoljno samo minimizirati potrošnju snage, već osmisliti algoritam na osnovu koga će se upravljati potrošnjom snage u mreži. Zbog toga, rutiranje u ovoj klasi protokola svodi se na rešavanje problema više-kriterijumske optimizacije. Kod većine protokola jedan kriterijum vezan je za neki parametar linka (npr. najkraća putanja, propusni opseg i sl.), dok je drugi kriterijum vezan za potrošnju snage. Pored toga, cilj ove klase protokola je obezbediti što je moguće duže napajanje čvorova, odnosno produžiti „životni vek“ mreže. Većina autora smatra da se „životni vek“ mreže računa do trenutka kada čvorovi u mreža izgube međusobnu povezanost [72], [73], [74], dok autori u [75] smatraju da je to trenutak isključenja prvog čvora iz mreže.

## **2.12. Zaključak**

U ovoj glavi data je klasifikacija protokola rutiranja za bežične *mesh* mreže. Protokoli su podeljeni u četiri osnovne kategorije: *i*) zasnovani na mrežnoj topologiji (koji mogu biti reaktivni (*on-demand*), proaktivni (*table-driven*), hibridni, *multipath*, hijerarhijski i *multicast*), *ii*) protokoli zasnovani na poziciji čvorova (lokacijski – *geographical*), *iii*) protokoli koji kombinuju prethodna dva principa (geografski multikast – *geocast*), i *iv*) protokoli rutiranja zasnovani na potrošnji snage (*power-aware*). Za svaku od ovih kategorija dat je opis osnovnih osobina i najvažnijih predstavnika. Kako su za WMN mreže najznačajniji, i najčešće korišćeni, reaktivni, proaktivni i hibridni protokoli rutiranja, ove kategorije su opisane detaljnije od ostalih.

Iako se različite klase protokola koriste u različitim okruženjima, svi protokoli imaju osnovni cilj da smanje zagušenje u mreži, da maksimiziraju protok i minimiziraju kašnjenje. Osnovna razlika među protokolima je način pronalaženja optimalne putanje



između izvorišnog i odredišnog čvora. Rutiranje u WMN je oblast koja se aktivno razvija u poslednjih 15 godina. Iako se novi protokoli rutiranja uglavnom oslanjaju na prethodne, teško je odrediti koji je protokol najbolji. Za svaki protokol mogu se odrediti uslovi u kojima će pokazati bolje performanse, ali i uslovi u kojima će pokazati lošije performanse od ostalih protokola. Da bi se izabrao optimalni protokol rutiranja, neophodno je pažljivo analizirati uslove u kojima se nalazi mreža, zahteve koje mreža treba da ostvari, broj čvorova u mreži, i okruženje u kome se mreža nalazi.

## **Literatura:**

- [1] I.F.Akyildiz, X.Wang, W. Wang. Wireless Mesh Networks A Survey. *Computer Networks*, 47(4): 445–487, Mart 2005.
- [2] D. Johnson. The Dynamic Source Routing Protocol for Mobile Ad Hoc Networks for IPv4. RFC 4728, *Microsoft Research*, Februar 2007.
- [3] C. E. Perkins, E.M. Belding–Royer, S.R.Das. Ad Hoc On demand Distance Vector (AODV) routing. *IETF Experimental RFC 3561*, Jul 2003.
- [4] R. Draves, J. Padhye, B. Zill. Comparison of routing metrics for static multi-hop wireless networks. *SIGCOMM Comput. Commun. Review*, 34(4): 133-144, 2004.
- [5] C.-K. Toh. Associativity-based routing for ad-hoc mobile networks. *Wireless Personal Communications Journal, Special Issue on Mobile Networking and Computing Systems.*, 4(2):103–139, 1997.
- [6] R. Dube, C. D. Rais, K. Y. Wang, S. K. Tripathi. Signal stability-based adaptive routing (SSA) for ad hoc mobile networks. *IEEE Personal Communications Magazine*, 4(1): 36–45, 1997.
- [7] M. Gunes, U. Sorges, I. Bouazizi. Ara—the ant-colony based routing algorithms for manets. *Proceedings of IEEE ICPP Workshop on Ad Hoc Networks*, pp: 79–85, August 2002.
- [8] L. Rosati, M. Berioli, G. Reali. On ant routing algorithms in ad hoc networks with critical connectivity. *Ad Hoc Networks*, 6(6):827–859, 2008.
- [9] V. D. Park, M. S. Corson. A highly adaptive distributed routing algorithm for mobile wireless networks. *Proceedings of INFOCOM*, vol. 3, pp: 1405–1413, April 1997.
- [10] W. Lai, S.-Y. Hsiao, Y.-C. Lin. Adaptive backup routing for ad-hoc networks. *Computer Communications*, 30(2):453–464, 2007.
- [11] C. Yu, T.-K. Wu, R. Cheng. A low overhead dynamic route repairing mechanism for mobile ad hoc networks. *Computer Communications*, 30(5):1152–1163, 2007.
- [12] C. Sengul, R. Kravets. Bypass routing: An on-demand local recovery protocol for ad hoc networks. *Ad Hoc Networks*, 4(3):380–397, 2006.

- [13] Y.-H. Wang, C.-F. Chao. Dynamic backup routes routing protocol for mobile ad hoc networks. *Information Sciences*, 176(2):161–185, 2006.
- [14] J.-S. Liu, C.-H. R. Lin. RBR: refinement-based route maintenance protocol in wireless ad hoc networks. *Computer Communications*, 28(8):908–920, 2005.
- [15] W. Su, M. Gerla. IPv6 flow handoff in ad-hoc wireless networks using mobility prediction. *Proceedings of IEEE GLOBECOM*, pp: 271–275, Decembar 1999.
- [16] Z. Cheng, W. Heinzelman. Discovering long lifetime routes in mobile ad hoc networks. *Ad Hoc Networks*, 6(5):661–674, 2008.
- [17] M. Naserian, K. Tepe. Game theoretic approach in routing protocol for wireless ad hoc networks. *Ad Hoc Networks*, 7(3):569–578, 2009.
- [18] C.E.Parkins, P.Bhagwat. Highly dynamic Destination Sequenced Distance Vector Routing (DSDV) for mobile computers. *ACM Computer Communication Review*, 24(4):234 – 244, Oktobar 1994.
- [19] T. H. Clausen, P. Jacquet. Optimized Link State Routing Protocol (OLSR), IETF Experimental RFC 3626, Oktobar 2003.
- [20] J. Bang-Jensen, G. Gutin. Section 2.3.4: The Bellman-Ford-Moore algorithm. *Digraphs: Theory, Algorithms and Applications* (First ed.), 2000.
- [21] S. Murthy, J. J. Garcia-Luna-Aceves. An efficient routing protocol for wireless networks. *MONET*, 1(2):183–197, 1996.
- [22] T.H.Cormen, C.E. Leiserson, R.L. Rivest, C. Stein. Section 24.3: Dijkstra's algorithm. *Introduction to Algorithms* (Second ed.). MIT Press and McGraw–Hill. pp: 595–601, 2001.
- [23] R. G. Ogier, F.L. Templin, M.G. Lewis. Topology Dissemination Based on reverse Path Forwarding (TBRPF). IETF Experimental RFC 3684, Februar 2004.
- [24] J. J. Garcia-Luna-Aceves, M. Spohn. Source-tree routing in wireless networks. *Proceedings of IEEE ICNP*, pp: 273–282, Novembar 1999.
- [25] W. S. Conner, J. Kruys, K.J. Kim, J.C Zuniga. IEEE 802.11s Tutorial: Overview of the Amendment for Wireless Local Area Mesh Networking, Novembar 2006.
- [26] Z. J. Haas, M. R. Pearlman, P. Samar. The Zone Routing Protocol (ZRP) for Ad Hoc Networks. *IETF Internet Draft*, draft-ietf-manet-zone-zrp-04.txt, Jul 2002.

- [27] G. Pei, M. Gerla, T. W. Chen. Fisheye state routing: a routing scheme for ad hoc wireless networks, *Proceedings IEEE International Conf. Communications*, vol. 1, pp:70 - 74, Jun 2000.
- [28] L. Kleinrock, K. Stevens. Fisheye: A Lenslike Computer Display Transformation, Technical report, UCLA, Computer Science Department, 1971.
- [29] J. Wang, E. Osagie, P. Thulasiraman, R. Thulasiram. Hopnet: A hybrid ant colony optimization routing algorithm for mobile ad hoc network. *Ad Hoc Networks*, 7(4):690–705, 2009.
- [30] S. Rajagopalan, C. C. Shen. ANSI: A swarm intelligence-based unicast routing protocol for hybrid ad hoc networks. *Journal of Systems Architecture*, 52(8-9):485–504, 2006.
- [31] X. Xiaochuan, W. Gang, W. Keping, W. Gang, J. Shilou. Link reliability based hybrid routing for tactical mobile ad hoc network. *Journal of Systems Engineering and Electronics*, 19(2):259–267, 2008.
- [32] T. B. Reddy, S. Sriram, B. Manoj, C. S. R. Murthy. MuSeQoS: Multi-path failure-tolerant security-aware QoS routing in ad hoc wireless networks. *Computer Networks*, 50(9):1349–1383, 2006.
- [33] M. K. Marina, S. Das. On-demand multi path distance vector routing in ad hoc networks. *Proceedings of IEEE ICNP*, pp: 14–23, November 2001
- [34] Y. Wang, V. Giruka, M. Singhal. Truthful multipath routing for ad hoc networks with selfish nodes. *Journal of Parallel and Distributed Computing*, 68(6):778–789, 2008.
- [35] L. R. Reddy, S. Raghavan. SMORT: Scalable multipath on-demand routing for mobile ad hoc networks. *Ad Hoc Networks*, 5(2):162–188, 2007.
- [36] S. K. Das, A. Mukherjee, S. Bandyopadhyay, D. Saha, K. Paul. An adaptive framework for QoS routing through multiple paths in ad hoc wireless networks. *Journal of Parallel Distributed Computing*, 63(2):141–153, 2003.
- [37] C. Liu, M. Yarvis, W. Conner, X. Guo. Guaranteed on-demand discovery of node-disjoint paths in ad hoc networks. *Computer Communications*, 30(14-15):2917–2930, 2007.
- [38] S. Ramasubramanian, H. Krishnamoorthy, M. Krunz. Disjoint multipath routing using colored trees. *Computer Networks*, 51(8):2163–2180, 2007.

- [39] A. Valera, W. K. G. Seah, S. V. Rao. Cooperative packet caching and shortest multipath routing in mobile ad hoc networks. *Proceedings of IEEE INFOCOM*, volume 1, pp: 260–269, April 2003.
- [40] Z. Yao, J. Jiang, P. Fan, Z. Cao, V. Li. A neighbor-table-based multipath routing in ad hoc networks. *Proceedings of IEEE VTC 2003-Spring*, vol. 3, pp: 1739–1743, April 2003.
- [41] R. Mavropodi, P. Kotzanikolaou, C. Douligeris. SecMR - a secure multipath routing protocol for ad hoc networks. *Ad Hoc Networks*, 5(1):87–99, 2007.
- [42] M. Conti, E. Gregori, G. Maselli. Reliable and efficient forwarding in ad hoc networks. *Ad Hoc Networks*, 4(3):398–415, 2006.
- [43] A. Iwata, C. Chiang, G. Pei, M. Gerla, T. Chen. Scalable routing strategies for ad hoc wireless networks. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 17(8):1369–1379, 1999.
- [44] K. Xu, X. Hong, M. Gerla. Landmark routing in ad hoc networks with mobile backbones. *Journal of Parallel and Distributed Computing*, 63(2):110–122, 2003.
- [45] R. Sivakumar, P. Sinha, V. Bharghavan. CEDAR: a core-extraction distributed ad hoc routing algorithm. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 17(8):1454–1465, 1999.
- [46] S. K. Das, B. S. Manoj, C. S. R. Murthy. A dynamic core based multicast routing protocol for ad hoc wireless networks. *Proceedings of ACM MobiHoc*, pp: 24–35, Jun 2002.
- [47] J. Xie, R. R. Talpade, A. McAuley, M. Liu. Amroute: Ad hoc multicast routing protocol. *MONET*, 7(6):429–439, 2002.
- [48] L. Law, S. Krishnamurthy, M. Faloutsos. A novel adaptive protocol for lightweight efficient multicasting in ad hoc networks. *Computer Networks*, 51(3):823–834, 2007.
- [49] R. Vaishampayan, J. Garcia-Luna-Aceves. Efficient and robust multicast routing in mobile ad hoc networks. *Proceedings of IEEE International Conference on Mobile Ad-hoc and Sensor Systems*, pp: 304–313, Oktobar 2004.
- [50] L. Ji, M. Corson. Differential destination multicast-a manet multicast routing protocol for small groups. *Proceedings of IEEE INFOCOM*, vol. 2, pp:1192–1201, April 2001.

- [51] O. Ozkasap, Z. Genc, E. Atsan. Epidemic-based reliable and adaptive multicast for mobile ad hoc networks. *Computer Networks*, 53(9):1409–1430, 2009
- [52] L. Layuan, L. Chunlin. A QoS multicast routing protocol for clustering mobile ad hoc networks. *Computer Communications*, 30(7):1641–1654, 2007.
- [53] H.Wu, X. Jia. QoS multicast routing by using multiple paths/trees in wireless ad hoc networks. *Ad Hoc Networks*, 5(5):600–612, 2007.
- [54] B. Sun, L. Li. QoS-aware multicast routing protocol for ad hoc networks. *Journal of Systems Engineering and Electronics*, 17(2):417–422, 2006.
- [55] K. Bur, C. Ersoy. Ad hoc quality of service multicast routing. *Computer Communications*, 29(1):136–148, 2005.
- [56] B. Karp, H.T. Kung. GPSR: Greedy Perimeter Stateless Routing for Wireless Networks. *Proceedings of ACM MobiCom*, pp: 243–254, Avgust 2000.
- [57] Y. Ko, N. Vaidya. Location-Aided Routing (LAR) in mobile ad hoc networks. *Proceedings of ACM MobiCom*, pp: 66–75, Oktobar 1998.
- [58] Y. Ko, N. H. Vaidya. GeoTORA: A protocol for geocasting in mobile ad hoc networks. *Proceedings of IEEE ICNP*, pp: 240–249, Novembar 2000.
- [59] S. Basagni, I. Chlamtac, V. R. Syrotiuk, B. A. Woodward. A distance routing effect algorithm for mobility (DREAM). *Proceedings of the ACM MOBICOM*, pp: 76–84, Oktobar 1998.
- [60] C. H. Chou, K. F. Ssu, H. Jiau. Dynamic route maintenance for geographic forwarding in mobile ad hoc networks. *Computer Networks*, 52(2):418–431, 2008.
- [61] Y. Liu, X. Hu, M. Lee, T. Saadawi. A region-based routing protocol for wireless mobile ad hoc networks. *IEEE Network*, 18(4):12–17, 2004.
- [62] J. Li, P. Mohapatra. LAKER: Location aided knowledge extraction routing for mobile ad hoc networks. *Proceedings of IEEE WCNC*, pp: 1180–1184, Mart 2003.
- [63] L. Blazevic, J.Y. L. Boudec, S. Giordano. A location-based routing method for mobile ad hoc networks. *IEEE Transactions on Mobile Computing*, 4(2):97–110, 2005.
- [64] V. Giruka, M. Singhal. A self-healing on-demand geographic path routing protocol for mobile ad-hoc networks. *Ad Hoc Networks*, 5(7):1113–1128, 2007.
- [65] M. Yuksel, R. Pradhan, S. Kalyanaraman. An implementation framework for trajectory-based routing in ad hoc networks. *Ad Hoc Networks*, 4(1):125–137, 2006.

- [66] N. Carlsson, D. Eager. Non-euclidian geographic routing in wireless networks. *Ad Hoc Networks*, 5(7):1173–1193, 2007.
- [67] J. Na, C. K. Kim. Glr: A novel geographic routing scheme for large wireless ad hoc networks. *Computer Networks*, 50(17):3434–3448, 2006.
- [68] B. An, S. Papavassiliou. Geomulticast: architectures and protocols for mobile ad hoc wireless networks. *Journal of Parallel Distributed Computing*, 63(2):182–195, 2003.
- [69] T. Camp, Y. Liu. An adaptive mesh-based protocol for geocast routing. *Journal of Parallel Distributed Computing*, 63(2):196–213, 2003.
- [70] W. H. Liao, Y. Tseng, K. Lo, J. Sheu. GeoGRID: A geocasting protocol for mobile ad hoc networks based on grid. *Journal of Internet Technology*, 1(2):23–32, 2000.
- [71] Y. B. Ko, N. H. Vaidya. GeoTORA: A protocol for geocasting in mobile ad hoc networks. *Proceedings of IEEE ICNP*, pp: 240–249, Novembar 2000.
- [72] J. H. Chang, L. Tassiulas. Energy conserving routing in wireless ad-hoc networks. *Proceedings of IEEE INFOCOM*, pp: 22–31, Mart 2000.
- [73] W. Liang, Y. Liu. On-line disjoint path routing for network capacity maximization in energy-constrained ad hoc networks. *Ad Hoc Networks*, 5(2):272–285, 2007.
- [74] A. Mohanoor, S. Radhakrishnan, V. Sarangan. Online energy aware routing in wireless networks. *Ad Hoc Networks*, 7(5):918–931, 2009.
- [75] N. Karayiannis, S. Nadella. Power-conserving routing of ad hoc mobile wireless networks based on entropy constrained algorithms. *Ad Hoc Networks*, 4(1):24–35, 2006.

### **3. Rutiranje u višekanalnim bežičnim *mesh* mrežama**

Zahtevi korisnika za velikim protocima, brzim i efikasnim prenosom podataka svakim danom su sve veći. Zbog toga, jedan od najznačajnijih izazova u projektovanju bežičnih *mesh* mreža – WMN (*Wireless Mesh Network*) je povećanje protoka i unapređenje kvaliteta servisa – QoS (*Quality of Service*), uz održavanje niske energetske potrošnje mrežnih uređaja. Ako je potrebno ostvariti više istovremenih prenosa, a svi čvorovi u mreži rade na istom kanalu, emisije signala stvaraju interferenciju koja značajno utiče na kvalitet prenosa. Iz tog razloga, WMN mreže koje rade na jednom radio kanalu (tzv. jednokanalne – *single-channel* mreže) više ne mogu da zadovolje potrebe za kvalitetnim prenosom. U poslednje vreme velika pažnja posvećuje se razvoju mreža u okviru kojih svaki čvor može da radi na više kanala (tzv. višekanalne – *multi-channel* mreže). Korišćenjem više različitih kanala može se prevazići problem interferencije. Linkovi koji koriste različite kanale mogu istovremeno da emituju signale obezbeđujući rad u mreži bez međusobnog ometanja.

Višekanalne WMN kod kojih su čvorovi opremljeni jednim radio interfejsom (*single-interface*) nazivaju se višekanalne jednointerfejsne – MCSI (*Multi-Channel Single-Interface*) mreže. S obzirom da su troškovi implementacije interfejsa u čvorovima svakim danom sve manji, obezbeđivanje više radio interfejsa na svakom čvoru pokazalo se isplativim. Višekanalne mreže kod kojih su čvorovi opremljeni sa više radio interfejsa nazivaju se višekanalne višeinterfejsne – MCMI (*Multi-Channel Multi-Interface*) mreže. Ipak, i dalje je neisplativo da svaki čvor ima onoliko radio interfejsa koliko ima raspoloživih kanala u mreži (npr. 802.11a mreže rade na 11 nepreklapajućih kanala, pa bi to značilo da je potrebno 11 interfejsa u svakom čvoru).



Da bi se iskoristili svi kanali u mreži, kada je broj interfejsa u svakom čvoru manji od broja raspoloživih kanala, potrebno je definisati pravila po kojima će se dodeljivati kanali svakom od interfejsa. S jedne strane, da bi se obezbedilo iskorišćenje svih kanala, potrebno je da čvorovi imaju interfejse koji se mogu podesiti za rad na različitim kanalima. S druge strane, da bi se u mreži ostvarila komunikacija između dva susedna čvora, potrebno je da čvorovi imaju bar po jedan interfejs koji u istom trenutku radi na istom kanalu. Dakle, neophodan je kompromis između iskorišćenja svih raspoloživih kanala i potrebe da se obezbedi povezanost čvorova (mreže). Algoritmi koji definišu koji će interfejs raditi na kom kanalu, u kom trenutku i koliko dugo, nazivaju se algoritmi dodele kanala – CA (*Channel Assignment*) i definisani su na MAC (*Medium Access Control*) sloju. U zavisnosti da li interfejs radi uvek na istom kanalu, ili tokom vremena menja kanal na kome radi, razlikuju se statička (fiksna) i dinamička (promenljiva) dodela kanala. Na osnovu toga, algoritmi dodele kanala mogu se podeliti na: statičke, dinamičke i hibridne. Kod hibridne dodele kanala neki interfejsi imaju statičku, a neki dinamičku dodelu kanala. Kod jednointerfejsnih mreža svi algoritmi dodele kanala su dinamički, jer jedino tako može da se ostvari mrežna povezanost.

S obzirom da je kod višekanalnih WMN neophodna koordinacija dodele kanala, povezivanje i izbor kanala i/ili interfejsa direktno utiču na putanju kojom se šalju podaci i na kvalitet komunikacije. Kod višekanalnih mreža protokoli rutiranja nemaju ulogu samo da izaberu optimalnu putanju po pitanju kvaliteta linkova koji je čine, već treba da odaberu putanju koja se ostvaruje preko trenutno aktuelnih kanala. Osim toga, neophodno je obezbediti da svi čvorovi u mreži imaju informaciju na kom kanalu rade njihovi interfejsi, kao i interfejsi njima susednih čvorova. Nakon toga, procedura određivanja putanje od izvorišnog do odredišnog čvora vrši se na osnovu nekog od protokola rutiranja za jednokanalne mreže (navedenih u drugoj glavi disertacije), ali se paketi prosleđuju preko odgovarajućih kanala. Usled međusobne povezanosti, protokoli rutiranja na mrežnom i algoritmi dodele kanala na MAC sloju moraju se posmatrati zajedno.

U ovoj glavi dat je pregled združenih algoritama dodele kanala i protokola rutiranja za višekanalne mreže. U prvom poglavlju dat je kratak pregled algoritama za MCSI mreže, dok je u drugom, trećem i četvrtom poglavlju dat je pregled statičkih,

dinamičkih i hibridnih algoritama dodele kanala za MCMI mreže, respektivno. U poslednjem poglavlju data je uporedna analiza navedenih protokola.

### **3.1. Protokoli za višekanalne jednointerfejsne mreže**

U slučaju jednointerfejsnih mreža, neophodna je dinamička dodela kanala kako bi čvorovi mogli da rade na različitim kanalima. Međutim, da bi mreža ostala povezana, neophodno je da čvorovi između kojih treba da se ostvari komunikacija rade na istom kanalu. Osnovni izazov MCSI mreža je omogućiti iskorišćenje svih kanala uz istovremeno održavanje mrežne povezanosti. Kako svaki čvor u mreži može da radi na više kanala, da bi čvorovi mogli međusobno da komuniciraju, neophodno je na neki način obavestiti ostale čvorove u mreži na kom kanalu će se vršiti prenos podataka. Osim toga, kod višekanalnih mreža treba rešiti problem difuznog emitovanja, odnosno emitovanja po *broadcast* principu. Ako neki čvor S, koji želi da pošalje *broadcast* paket, emituje samo na jednom kanalu, susedni čvorovi čvora S neće dobiti paket ako njihov interfejs nije podešen na isti kanal. Dakle, ili čvor S treba da emituje pakete na svim, u mreži korišćenim, kanalima, ili na neki drugi način treba da obavesti susedne čvorove na koji kanal da prebace svoj interfejs da bi dobili pakete od S.

U zavisnosti od načina koordinacije dodele kanala, višekanalni jednointerfejsni protokoli dele se na: protokole sa unapred određenim kontrolnim kanalom (*dedicated control channel*) [1], protokole sa frekvencijskim skakanjem (*hopping*) [2–3] i protokole sa razdvojenim vremenskim fazama (*split phase*) [4–5].

#### **3.1.1. Protokoli sa unapred određenim kontrolnim kanalom**

Osnovna ideja ove grupe protokola je da se jedan od kanala koristi kao kontrolni kanal preko koga će se razmenjivati kontrolni paketi, a da se ostali kanali koriste za razmenu paketa podataka. Glavni izazov je koji kanal, od preostalih kanala, izabrati za prenos paketa podataka.

Tipičan predstavnik ove grupe je M-CSMA (*Multiple Channel Carrier Sense Multiple Access*) [1] protokol u okviru koga čvorovi biraju kanal za razmenu podataka na osnovu osluškivanja snage signala (*power sensing*) koja se emituje na svakom od kanala koji su u mreži predviđeni za prenos podataka. Kada čvor S želi da komunicira

sa D, on o tome obaveštava sve susedne čvorove preko kontrolnog kanala. Ako je D spreman za komunikaciju, on će, takođe, preko kontrolnog kanala odgovoriti čvoru S. Nakon toga, S i D se „dogovaraju“ preko kog kanala će vršiti prenos paketa podataka. Oba čvora „oslušuju“ stanja svih kanala raspoloživih za prenos podataka. Na osnovu CS (*Carrier Sence*) mehanizma, svaki čvor za sebe, donosi odluku za svaki kanal, da li će ga označiti kao zauzet ili slobodan. Takođe, čvor upisuje u svoju PCL (*Preferable Channel List*) listu podatak o nivou snage koji prima na svakom kanalu. Čvor S upisuje svoju PCL listu u kontrolni paket i šalje čvoru D. Čvor D na osnovu podataka iz svoje PCL liste, i podataka iz kontrolnog paketa koji je dobio od S, odlučuje koji je kanal najbolji za razmenu podataka i javlja odluku čvoru S. Nakon toga će čvorovi S i D prebaciti svoj interfejs na dogovoreni kanal i poslaće pakete podataka.

### **3.1.2. Protokoli sa frekvencijskim skakanjem**

Kod protokola sa frekvencijskim skakanjem čvorovi se prebacuju („skaču“) sa jednog na drugi kanal po nekom unapred definisanom pravilu. Pravilo po kom čvorovi menjaju kanale može biti isto za sve čvorove (zajedničko skakanje) ili različito od čvora do čvora (nezavisno skakanje).

#### **3.1.2.1. Protokoli sa zajedničkim skakanjem**

Kod protokola sa zajedničkim skakanjem, svi čvorovi podešavaju radio interfejs na isti kanal u istom trenutku, osim ako nije drugačije naglašeno. Primer protokola ove grupe je CHMA (*Channel Hopping Multiple Access*). Neka se posmatra mreža koja radi na tri kanala,  $c_1$ ,  $c_2$  i  $c_3$ , i neka je pravilo skakanja: nakon svakih  $\tau$  sekundi svi čvorovi se prebacuju na kanale po sledećem redosledu:  $c_1$ ,  $c_2$ ,  $c_3$ ,  $c_1$ ,  $c_2$ ,  $c_3$ ... Ako čvor S želi da pošalje paket čvoru D, on će inicirati komunikaciju preko kanala na kom se trenutno nalaze svi čvorovi, neka je to kanal  $c_1$ . Ako je čvor D spreman za komunikaciju, on će uspostaviti komunikaciju sa čvorom S preko kanala  $c_1$  i oba čvora ostaju na tom kanalu sve dok čvor S ne pošalje sve pakete. Ostali čvorovi u mreži nastavljaju da skaču po uvedenom pravilu skakanja. Kako bi uspostavili sinhronizaciju sa ostalim čvorovima, čvorovi S i D prate koliko vremena traje komunikacija između njih, i na osnovu tog vremena određuju na koji kanal treba da se prebace nakon što završe razmenu podataka. Ako neka druga dva čvora, koji se nalaze u susedstvu čvorova S i D, žele da ostvare komunikaciju, oni to mogu da urade paralelno

sa komunikacijom između S i D, ali na nekom drugom kanalu. U slučaju da je broj parova čvorova koji žele da uspostave komunikaciju veći od broja raspoloživih kanala, čvorovi koji nemaju slobodan kanal za uspostavljanje komunikacije nastaviće da se prebacuju sa kanala na kanal sve dok neki od kanala ne postane slobodan.

### **3.1.2.2. Protokoli sa nezavisnim skakanjem**

Kod protokola sa nezavisnim skakanjem, svaki čvor skače po kanalima nezavisno od drugih čvorova, što znači da dva susedna čvora ne moraju da budu istovremeno na istom kanalu. Dva karakteristična predstavnika ove grupe protokola su SSCH (*Slotted Seeded Channel Hopping*) [2] i MCRP (*Multi Channel Routing Protocol*) [3], čije su osnovne karakteristike date u nastavku.

Kod SSCH (*Slotted Seeded Channel Hopping*) [2] protokola svi čvorovi imaju svoja pravila skakanja (sekvencu skakanja) po kojima se na svakom kanalu zadržavaju isto vreme (vremenski slot). Neophodno je da sekvenca skakanja bude iste dužine za svaki čvor, kako bi svi čvorovi u istom trenutku završili svoje sekvence skakanja i prebacili se na predefinisani kanal na kom se takođe zadržavaju jedan vremenski slot. Na taj način, nakon što promene sve kanale, svi čvorovi će podesiti svoj radio interfejs na isti, unapred dogovoreni, radio kanal u cilju provere da li neki od parova čvorova želi da ostvari međusobnu komunikaciju. Neka mreža radi na tri kanala, i neka je kanal za zajedničku komunikaciju kanal  $c_1$ . Nakon tri vremenska slota, svi čvorovi u mreži prebacuju svoj interfejs na kanal  $c_1$ . Ako čvor S želi da ostvari komunikaciju sa D, on preko kanala  $c_1$  obaveštava o tome sve čvorove u okruženju. Ako čvor D može da ostvari komunikaciju sa S, poslaće čvoru S svoju sekvencu skakanja. Kada čvor S primi sekvencu skakanja čvora D, pronaći će vremenski slot u kom se nalaze na istom kanalu, sačekaće taj slot, i tada će poslati pakete podatka čvoru D. Ako je za komunikaciju potrebno više od jednog slota, čvor S čeka sledeći vremenski slot u kom se on i čvor D nalaze na istom kanalu, i šalje ostatak podataka. Kao što se vidi iz opisa protokola, SSCH protokolom definiše se komunikacija i dodela kanala između susednih čvorova.

Za razliku od SSCH protokola kod koga je frekvencijsko skakanje definisano samo između susednih čvorova, kod MCRP (*Multi Channel Routing Protocol*) [3] protokola procedura dodele kanala uključena je u proceduru određivanja putanje između bilo koja dva čvora u mreži. Kod MCRP protokola čvorovi skaču sa kanala na kanal u

zavisnosti od potrebe i saobraćajnih tokova. Prilikom inicijalizacije svaki čvor izabere svoj kanal, tzv. inicijalni kanal. Kada čvor S ima paket za slanje čvoru D, on inicira slanje RREQ (*Route Request*) paketa, po *broadcast* principu, u koji će upisati svoj inicijalni kanal. Međutim, kako čvor S ne zna na kom kanalu rade njegovi susedi, on šalje RREQ redom preko svih kanala, i vraća se na svoj inicijalni kanal. Po prijemu RREQ, susedi čvora S upisuju svoj inicijalni kanal u RREQ paket i prosleđuju ga po svim kanalima. U RREQ paketima su upisane adrese čvorova, njihovi inicijalni kanali i informacija koliko saobraćajnih tokova svaki čvor opslužuje u trenutku određivanja putanje. Kada određeni čvor D primi prvi RREQ paket on podešava tajmer i čeka (algoritmom definisan vremenski period) da mu pristignu drugi RREQ paketi. Za svaki RREQ, na osnovu informacija koliko saobraćajnih tokova opslužuje svaki čvor na putanji po kojoj je RREQ stigao i koji inicijalni kanal koristi, čvor D odlučuje koji kanal je najbolje koristiti za prenos podataka. Ako čvor D primi više RREQ paketa, odgovor u vidu RREP (*Route Replay*) paketa, poslaće samo za onaj RREQ paket koji ima kanal sa najmanjim nivoom interferencije (koji opslužuje najmanje saobraćajnih tokova), a ostale RREQ pakete će ignorisati. U generisani RREP paket upisuje putanju koju je čvor D selektovao kao optimalnu, i kanal koji je izabrao za prenos podataka. RREP paket šalje se samo čvoru M koji je prvi sledeći na izabranoj putanji ka čvoru S, po inicijalnom kanalu čvora M. Nakon toga, čvor M prebacuje se na kanal koji je ugovoren u RREP paketu i čeka pakete podataka. Kada RREP dođe do S, on zna po kojoj putanji i preko kog kanala treba da šalje podatke čvoru D.

### **3.1.3. Protokoli sa razdvojenim vremenskim fazama**

Kod protokola sa razdvojenim vremenskim fazama vreme je podeljeno na intervale fiksne dužine. Svaki interval podeljen je na dve faze koje se periodično smenjuju i to: kontrolnu fazu i fazu razmene podataka. Kod ovih protokola se pretpostavlja da su čvorovi sinhronizovani. Svaki interval počinje sa kontrolnom fazom tokom koje svi čvorovi oslušuju isti kanal. Ova faza služi za „pregovaranje“ koji će kanal čvorovi koristi za prenos podataka. Kada se završi kontrolna faza, počinje faza razmene podataka.

Primer protokola sa razdvojenim vremenskim fazama je LCM (*Local Coordination-based Multichannel MAC*) [4]. Neka tokom kontrolne faze čvor S želi da

ostvari komunikaciju sa čvorom D. Čvorovi će se tokom kontrolne faze „dogovoriti“ preko kog kanala će slati podatke, neka je to kanal  $c_1$ . Susedni čvorovi oba čvora će znati da je kanal  $c_1$  zauzet tokom sledeće faze razmene podataka. Ako postoje još neki čvorovi u susedstvu čvorova S i D, koji žele međusobno da komuniciraju, recimo M i N, oni, takođe, mogu da dogovore razmenu podataka, ali preko nekog drugog kanala, recimo  $c_2$ . Kod ove grupe protokola veoma je važno utvrditi koliko dogovora oko prenosa podataka sme da se dozvoli tokom kontrolne faze. U okviru LCM protokola broj dogovora je ograničen na broj kanala na kojima radi mreža. Slično kao kod LCM protokola, i MMAC (*Multi-Channel MAC*) [5] ostvaruje dogovor o korišćenju kanala između čvorova tokom kontrolne faze. Međutim, MMAC protokolom čvorovi koji ugovore kanal u toku faze razmene podataka mogu da ga promene, a u nekim slučajevima, moguće je jednom paru čvorova dodeliti i jedan kanal više.

Na primer, neka se posmatraju tri čvora u mreži, A i B koji rade na kanalu 1 i C koji radi na kanalu 2, i neka i čvor B i čvor C žele da pošalju podatke čvoru A. Ako čvor B ima mali broj paketa koje želi da pošalje čvoru A, od trenutka kada se razmena paketa između njih završi do kraja faze razmene podataka, čvor A će biti u *idle* stanju, a kanal 1 će biti slobodan. Zbog toga, MMAC protokol dozvoljava da čvor A prebaci svoj interfejs na kanal 2 (kanal na kom radi čvor C) i da do kraja faze razmene podataka prima pakete od čvora C. Osim toga, dozvoljeno je da, nakon što se komunikacija između A i B završi, neka druga dva čvora u susedstvu za razmenu podataka koriste kanal 1. Situacije ovog tipa regulišu se i dogovaraju u toku trajanja kontrolne faze.

### **3.1.4. Uporedna analiza protokola za višekanalne jednointerfejsne mreže**

Protokoli sa unapred određenim kontrolnim paketom laki su za implementaciju, kod njih nije potrebno uvoditi dodatne kontrolne pakete, čime se ne povećava zagušenje u mreži. Osim toga, kako se jedan kanal koristi za razmenu kontrolnih paketa ostvarena je sinhronizacija čvorova u mreži. Međutim, ovaj pristup nije praktičan kada je broj kanala na kojima može da radi mreža mali, npr. kod mreža koje na raspolaganju imaju samo tri nepreklapajuća kanala, ako se jedan iskoristi za kontrolne pakete, smanjuje se broj raspoloživih kanala za 33%.

Kod protokola sa frekvencijskim skakanjem, takođe, nije potrebna dodatna razmena kontrolnih paketa, niti koordinacija kanala. Međutim, usled veoma čestog frekvencijskog skakanja dolazi do velikog kašnjenja usled prebacivanja sa kanala na kanal. Teško je ostvariti sinhronizaciju da se svi čvorovi nađu u određenom trenutku na istom kanalu.

Kod protokola sa razdvojenim vremenskim fazama poznato je vreme kada svi čvorovi moraju da budu u kontrolnoj fazi, pa je lakše ostvariti sinhronizaciju. Osim toga, i kontrolni kanal može da se koristi u fazi razmene podataka, što prevazilazi problem koji imaju protokoli sa unapred definisanim kontrolnim kanalom. Najveći problem kod ovih protokola je što se tokom kontrolne faze, ostali kanali, osim onog preko kog se čvorovi dogovaraju, ne koriste.

### **3.2. Protokoli sa statičkom dodelom kanala**

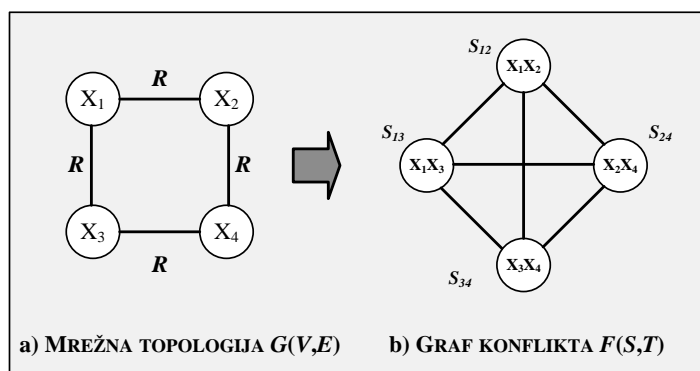
Rutiranje u MCMI mrežama koje se oslanja na statičku dodelu kanala podrazumeva da u svakom čvoru postoji više radio interfejsa kojima se kanali dodeljuju permanentno (za stalno). Jednokanalni jedointerfejsni protokoli predstavljaju specijalan slučaj statičke dodele kanala, kod koje svi čvorovi imaju jedan interfejs i rade na istom kanalu. Uvođenje više interfejsa u svaki čvor ima za cilj da poboljša ukupne mrežne performanse. Protokoli sa statičkom dodelom kanala najčešće koriste nepreklapajuće kanale, jer se preko njih mogu istovremeno slati signali bez interferencije. Uvođenje više interfejsa u svaki čvor, koji rade na različitim kanalima, dovodi do smanjenja interferencije, ali i do smanjenja mrežne povezanosti. Naime, ako dva čvora koja su u međusobnom dometu imaju interfejse na različitim kanalima, oni ne mogu direktno da komuniciraju. Osnovni problem koji se mora rešiti kod protokola sa statičkom dodelom kanala je da zadovolje oba uslova, tj. da smanje interferenciju u mreži i obezbede mrežnu povezanost. Da bi se analizirala mrežna povezanost i interferencija u mreži često se koristi se teorija grafova, pri čemu se mreža predstavlja grafom: svaki čvor u mreži predstavlja čvor grafa, a svaki link u mreži granu grafa.

### 3.2.1. Graf konflikta

Neka se bežična *mesh* mreža modeluje grafom mrežne topologije  $G(V, E)$  na sledeći način: skup čvorova  $V$ , grafa  $G$ , predstavlja skup čvorova mreže, dok skup grana  $E$  predstavlja skup linkova koji povezuju čvorove mreže. Link između dva čvora u mreži postoji ako se čvorovi nalaze u međusobnom dometu (neka je taj domet označen sa  $R$ ). Za svaki graf  $G(V, E)$  moguće je formirati graf konflikta (*conflict graph*)  $F(S, T)$ , gde  $S$  predstavlja skup čvorova, a  $T$  skup grana grafa konflikta. Ako su  $X_i$  i  $X_j$  dva čvora grafa  $G$  i  $X_iX_j$  grana grafa  $G$  tada  $S_{ij}=X_iX_j$  predstavlja čvor grafa konflikta  $F$ :

$$X_i, X_j \in V \wedge X_iX_j \in E \Rightarrow S_{ij} = X_iX_j \in S \quad (3.1)$$

Grane grafa konflikta  $F$  postoje samo ako se dva linka u mreži (dve grane grafa  $G$ ) međusobno ometaju prilikom emitovanja na istom kanalu. Da bi se lakše objasnilo formiranje grana grafa konflikta  $F$ , dat je primer na slici 3.1.  $X_1, X_2, X_3, X_4 \in V$  su čvorovi, a  $X_1X_2, X_1X_3, X_2X_4, X_3X_4 \in E$  odgovarajuće grane grafa  $G$ . Na osnovu definicije (3.1) grane  $X_1X_2, X_1X_3, X_2X_4, X_3X_4$  predstavljaju čvorove  $S_{12}, S_{13}, S_{24}, S_{34}$  grafa konflikta  $F$ . Ako se analiziraju dva čvora grafa konflikta  $S_{12}, S_{13} \in S$ , tada postoji grana  $S_{12}S_{13} \in T$  samo ako je rastojanje između čvorova  $S_{12}$  i  $S_{13}$  manje ili jednako od  $2R$ , tj. ako je domet između čvorova mreže koji formiraju čvor  $S_{12}$  (čvorova  $X_1$  i  $X_2$ ) i čvorova mreže koji formiraju čvor  $S_{13}$  (čvorova  $X_1$  i  $X_3$ ) manji ili jednak od  $2R$ .

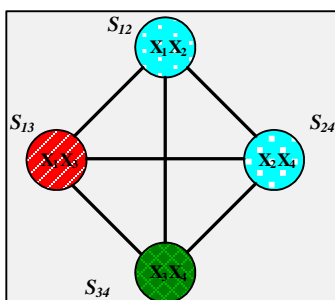


*Slika 3.1. Primer formiranja grafa konflikta.*

Proces dodele kanala nakon formiranja grafa konflikta svodi se na dodeljivanje različitih boja čvorovima grafa konflikta. Neka mreža radi na tri nepreklapajuća kanala, i neka je svakom čvoru grafa konflikta dodeljena boja u zavisnosti na kom kanalu radi njemu odgovarajući link, slika 3.2. Svaka grana grafa konflikta koja povezuje čvorove



koji su obojeni istom bojom predstavlja par interferirajućih linkova. Na primeru sa slike 3.2 čvorovi  $S_{12}$  i  $S_{24}$  iste su boje što znači da su linkovi  $X_1X_2$  i  $X_2X_4$  u međusobnom dometu interferencije. Na osnovu broja grana u grafu konflikta koje povezuju čvorove obojene istom bojom može se odrediti mrežna interferencija za svaki od korišćenih kanala u mreži.



Slika 3.2. Primer „bojenja“ grafa konflikta.

U nastavku je dat opis najvažnijih predstavnika protokola sa statičkom dodelom kanala. Većina protokola koristi nepreklapajuće kanale [6–9], dok protokol [10] koristi delimično preklapajuće kanale.

### **3.2.2. Protokoli sa statičkom dodelom kanala koji koriste nepreklapajuće kanale**

Ova grupa protokola svakom interfejsu dodeljuje nepreklapajuće kanale u cilju smanjenja interferencije u mreži. U nastavku su navedeni najvažniji predstavnici ove grupe protokola.

Protokol koji minimizira interferenciju ne vodeći računa o saobraćajnim zahtevima opisan je u [6]. Protokol menja graf konflikata kroz iteracije kako bi minimizirao interferenciju i zadržao mrežnu povezanost. Predložena su dva heuristička algoritma: centralizovan i distribuirani (DGA – *Distributed Greedy Algorithm*). Centralizovan algoritam zasniva se tehnici Tabu pretraživanja [7]. U okviru DGA algoritma, u prvom stanju grafa konflikta svi čvorovi obojeni su istom bojom, tj. svi linkovi rade na istom kanalu. To je rešenje sa najvećom interferencijom. U svakom sledećem koraku algoritam proverava sva rešenja koja se dobijaju promenom boje samo jednog čvora. Ako postoji neko bolje rešenje (rešenje sa manjom interferencijom koje zadržava povezanost mreže) od prethodnog stanja grafa, algoritam zadržava to rešenje. Iteracije se ponavljaju sve dok se pronalaze bolja rešenja od prethodnih. Ovim

protokolom održava se mrežna povezanost uz maksimalno smanjenje interferencije, ali se dodelom kanala ne vodi računa o saobraćajnim zahtevima.

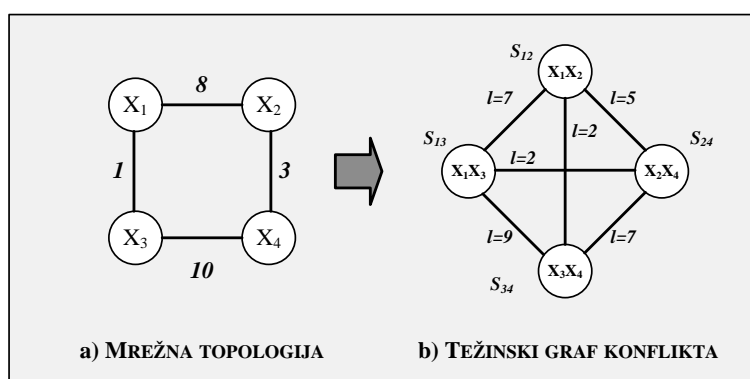
Za razliku od prethodnog protokola, rešenja u [8, 9] uzimaju u obzir saobraćajne zahteve na različite načine. Protokol [8] pronalazi optimalan raspored kanala tako da zadovolji unapred definisane saobraćajne zahteve koji se dodeljuju svakom linku u okviru protokola rutiranja i na osnovu kojih se definišu inicijalne vrednosti algoritma. Nakon toga, interfejsima se dodeljuju kanali tako da opterećenje svakog linka ima vrednost što je moguće bližu dodeljenom saobraćajnom opterećenju. Proverava se da li dodela kanala zadovoljava uslove protokola rutiranja, ako ovi uslovi nisu zadovoljeni, pronalazi se druga putanja i ponavlja se algoritam dodele kanala.

Združeni protokol rutiranja i procedura dodele kanala koji vode računa o promenljivim saobraćajnim zahtevima, predloženi su u [9]. Za razliku od [8] gde je saobraćajno opterećenje unapred definisano, u [9] se ono menja po unapred definisanim statističkim pravilima (šablonima). Procedura dodele kanala određuje mrežnu topologiju. Neka je  $G(V, E)$  graf jedne WMN, i neka je  $G_A(V, E_A)$   $k$ -povezana podmreža mreže  $G$ . Pod  $k$ -povezanim mrežom (grafom) podrazumeva se mreža koja ima više od  $k$  čvorova, i kod koje brisanjem bilo kojih  $l$  ( $l < k$ ) čvorova, ostatak mreže ostaje povezan. Skup  $E$  predstavlja skup linkova između onih čvorova mreže  $G$ , koji su u međusobnom dometu (kada bi svi interfejsi radili na istom kanalu). Skup  $E_A$  predstavlja podskup skupa  $E$  čiji su elementi linkovi između čvorova koji imaju interfejs na bar jednom zajedničkom kanalu. Protokol definiše INSTC (*Interference Survivable Topology Control*) problem kojim se pronalazi raspored kanala sa minimalnom interferencijom, a da  $G_A$  mreža i dalje bude  $k$ -povezana (što je definisano u prethodnom tekstu). Da bi se rešio INSTC problem definiše se pojam potencijalne interferencije (*potential interference*) linka  $l$ , kao broj linkova koji interferiraju sa njim. Algoritmom se prvo pronalazi  $k$ -povezani graf  $G_A(V, E_A)$  čiji linkovi imaju minimalnu potencijalnu interferenciju. Nakon toga, protokolom se svim linkovima iz mreže dodeljuju kanali. Kanali se dodeljuju prvo linkovima sa većom, pa linkovima sa manjom potencijalnom interferencijom. Kada se dodeli kanal linku sa najmanjom potencijalnom interferencijom, algoritam se završava.

### 3.2.3. Protokol sa statičkom dodelom kanala koji koristi delimično preklapajuće kanale

Protokoli navedeni u prethodnom poglavlju koriste samo nepreklapajuće kanale. Međutim, broj nepreklapajućih kanala može biti mali (npr. u frekvencijskom opsegu 2.4 GHz samo tri nepreklapajuća kanala). Korišćenje delimično preklapajućih kanala (*partially overlapping*) uvedeno je u [10].

Neka su data četiri čvora  $X_1, X_2, X_3, X_4$ , kao na slici 3.3a. Uvodi se pravilo da svaka dva linka koji imaju zajednički čvor koriste nepreklapajuće kanale (razdvojene bar 5 kanala) tako da međusobno ne interferiraju (npr. linkovi  $X_1X_2$  i  $X_1X_3$ ). Osim toga, svaka dva suprotna linka (npr.  $X_1X_2$  i  $X_3X_4$ ) koriste kanale koji su razmaknuti za dva (na slici 3.3a to su kanali 8 i 10). Na ovaj način smanjuje se ukupna interferencija. U okviru protokola predložena je modifikacija grafa konflikta, tzv. težinski graf konflikta (*weighted conflict graph*). U težinskom grafu konflikta svakoj grani dodeljuje se težina koja označava koliko su kanala linkovi (čvorovi težinskog grafa) međusobno razdvojeni, slika 3.3b. U okviru protokola predlaže se tzv. „pohlepni“ (*greedy*) algoritam koji u svakom koraku bira link kome još nije dodeljen kanal, a koji ima najmanji očekivani nivo interferencije. Izabranom linku se dodeljuje kanal koji stvara najmanju interferenciju svim linkovima kojima je već dodeljen kanal. Na taj način, dodeliće se kanali svim linkovima u mreži.



Slika 3.3. Primer mreže sa delimično preklapajućim kanalima i njen težinski graf konflikta [10].

### 3.2.4. Uporedna analiza protokola sa statičkom dodelom kanala

Većina algoritama koji podrazumevaju statičku dodelu kanala [6,8,9] koriste samo nepreklapajuće kanale, dok algoritam [10] koristi i nepreklapajuće i delimično

preklapajuće kanale. Upotreba delimično preklapajućih kanala može dodatno povećati kapacitet mreže. Druga podela protokola sa statičkom dodelom kanala može biti na one koji vode računa o saobraćajnom opterećenju [8,9], i na one koji o tome ne vode računa [6,10]. U mrežama kod kojih se saobraćajno opterećenje retko menja, algoritmi koji vode računa o saobraćajnom opterećenju pokazali su bolje rezultate od algoritama koji ne uzimaju u obzir saobraćajno opterećenje.

### **3.3. Protokoli sa dinamičkom dodelom kanala**

Protokoli sa dinamičnom dodelom kanala dozvoljavaju interfejsima da često menjaju kanal na kom rade. Svaka promena kanala uvodi dodatno kašnjenje koje postoji nezavisno od vremena potrebnog za ostvarivanje komunikacije između predajnog i prijemnog čvora, i koje može imati vrednosti i do nekoliko mili sekundi. Osim toga, da bi se obezbedila mrežna povezanost, mora da postoji koordinacioni mehanizam koji bi odredio na koji kanal treba da se prebace interfejsi čvorova da bi međusobno mogli da komuniciraju. U zavisnosti od toga koliko često interfejsi menjaju kanale, protokoli dinamičke dodele kanala dele se na: dodelu kanala sa kratkim vremenom zadržavanja (*short-term CA*) i dodelu kanala sa dužim vremenom zadržavanja (*long-term CA*).

#### **3.3.1. Protokoli sa kratkim vremenom zadržavanja na kanalu**

Kod protokola sa kratkim vremenom zadržavanja na kanalu promena kanala između čvorova koji žele međusobno da komuniciraju dešava se često. Kod ovih algoritama najveći izazov je koordinisati kanale i smanjiti kašnjenje usled prebacivanja sa kanala na kanal. Kada se protokoli za višekanalne jednointerfejsne mreže (opisani u poglavlju 3.1) primene na svaki interfejs MCMI mreže oni formiraju protokole sa kratkim vremenom zadržavanja na kanalu. Osim njih, DCA (*On-demand Dynamic Channel Assignment*) [11] protokol predstavlja protokol dinamične dodele kanala koji je dizajniran za MCMI mreže. DCA protokol zajedno sa MR-LQSR (*Multi Radio Link Quality Source Routing Protocol*) [12] protokolom rutiranja definiše proceduru određivanja kanala i putanje u MCMI mrežama.

### **3.3.1.1. DCA algoritam dodele kanala i MR-LQSR protokol rutiranja**

DCA [12] algoritmom pretpostavlja se da svaki čvor u mreži ima dva interfejsa, jedan koji služi kao kontrolni (i koji radi na tzv. kontrolnom kanalu), i drugi interfejs koji se prebacuje na preostale raspoložive kanale i koji služi za prenos podataka. Kada par čvorova želi da komunicira, oni se preko kontrolnog kanala „dogovaraju“ koji će kanal koristiti za razmenu podataka. Izbor kanala za razmenu podataka zavisi od lokalnih informacija o iskorišćenosti kanala. Svaki čvor S ima svoju listu korišćenih kanala – CUL (*Channel Usage List*) u koju upisuje koje kanale trenutno koriste susedi čvora S, kao i listu slobodnih kanala – FCL (*Free Channel List*) koju dinamički određuje na osnovu CUL liste (kanali koji se ne nalaze u CUL nalaze se u FCL). Čvor S koji želi da komunicira sa D, šalje preko kontrolnog kanala, RTS (*Request to Send*) paket čvoru D, u koji je upisuje svoju FCL listu i vreme koje mu je potrebno za slanje podataka. Kada čvor D primi RTS on upoređuje primljenu FCL i svoju CUL listu, i pokušava da nađe kanal za razmenu podataka koji je slobodan dovoljno vremena da čvor S pošalje sve pakete podataka čvoru D. Ako D nađe takav kanal, on preko kontrolnog kanala šalje CTS (*Clear to Send*) paket čvoru S u koji upisuje i izabrani kanal za razmenu podataka. Susedni čvorovi čvora D, označavaju u svojim CUL listama da je izabrani kanal zauzet i na osnovu vremena upisanog u CTS paketu startuju tajmer tokom kog se uzdržavaju od prenosa paketa preko tog kanala. Kada čvor S primi CTS, S preko kontrolnog kanala šalje RES (*Reservation*) paket svojim susedima, u koji upisuje koji kanal za razmenu podataka će koristiti i koliko vremena će taj kanal biti zauzet. Na taj način, i svi čvorovi u susedstvu čvora S osvežavaju svoje CUL liste i znaju koliko vremena treba da se uzdržavaju od slanja paketa po selektovanom kanalu. Konačno, čvor S prebacuje svoj interfejs za slanje podataka na dogovoreni kanal i šalje podatke čvoru D. MR-LQSR protokol rutiranja zasniva se na DSR (*Dynamic Source Routing*) [13] protokolu, i zadržava njegove mehanizme otkrivanja i održavanja putanje. Za razliku od DSR protokola gde su se u RREQ i RREP pakete upisivale samo adrese čvorova na putanji i dužina putanje, kod MR-LQSR protokola prenose se informacije o metrici svakog linka na putanji i kanalu preko koga trenutno radi interfejs za prenos podataka svakog čvora na putanji. Iako protokol može da koristi bilo koju metriku za odabir optimalne putanje, korišćena je

WCETT (*Weighted Cumulative Expected Transmission Time*) metrika (detaljno opisana u glavi 4).

### **3.3.2. Protokoli sa dužim vremenom zadržavanja na kanalu**

Protokoli sa dužim vremenom zadržavanja na kanalu predstavljaju protokole kod kojih interfejsi menjaju kanale, ali se na njima zadržavaju duži vremenski period (više minuta ili sati), pa se zato nazivaju i *semi-dynamic* algoritmi. U nastavku će biti navedeni najznačajniji predstavnici ove grupe protokola.

#### **3.3.2.1. Hyacinth Protocol**

Hyacinth [14] protokol predlaže algoritme distribuiranog dinamičkog rutiranja i dodele kanala, koji se mogu menjati u zavisnosti od opterećenja mreže. Ovaj združeni algoritam ima dve faze: ① formiranje stabla rutiranja i ② dodela kanala zasnovana na saobraćajnom opterećenju. U prvoj fazi, formira se onoliko stabala rutiranja koliko ima *gateway* čvorova u mreži, koji predstavljaju koren svakog stabla. Ostali čvorovi mogu da pripadaju stablu samo jednog *gateway* čvora. Inicijalno, svaki *gateway* šalje *ADVERTISE* paket svojim susedima. U taj paket upisana je metrika čvora koja zavisi od broja skokova koliko je čvor X (koji generiše paket) udaljen od svog *gateway* čvora, kapaciteta *gateway* čvora i kapaciteta putanje od *gateway* čvora do čvora X. Svaki čvor bira nadređeni čvor, tako da izabere najkraću putanju sa što većim kapacitetom *gateway* čvora. Ako se čvor odluči da pristupi nekom stablu, on šalje *ADVERTISE* poruku svojim susedima kako bi se dalje formirale grane do već formiranog stabla. Nakon formiranja stabla rutiranja, svaki čvor zna svoju putanju do korenog čvora.

U fazi dodele kanala interfejsi svakog čvora dele se u dva skupa: UP-NIC i DOWN-NIC. Preko UP-NIC interfejsa čvor komunicira sa čvorovima koji su iznad njega (bliže *gateway* čvoru), dok preko DOWN-NIC interfejsa čvor šalje podatke čvorovima koji su ispod njega u stablu (dalje od *gateway* čvora). Kanali se dodeljuju prvo interfejsima *gateway* čvorova. Svaki čvor selektuje skup najmanje korišćenih kanala koji imaju najmanju interferenciju u okruženju. Čvorovi bliži *gateway* čvorovima imaju veći prioritet u biranju kanala jer oni moraju da podrže veće saobraćajno opterećenje od čvorova koji su dalje od *gateway* čvora. Protokolom se definiše da čvor može da izabere kanale koje ne koristi nijedan njegov interferirajući

sused koji se nalazi iznad njega, bliže *gateway*-ju, u stablu. Usled ove podele, čvorovi bliži *gateway* čvoru imaju veću propusnost, jer imaju veći skup kanala na raspolaganju.

### **3.3.2.2. LCAP – Learning-based Channel Allocation Protocol**

LCAP (*Learning-based Channel Allocation Protocol*) [15] predstavlja nov pristup distribuiranoj dodeli kanala zasnovan na učenju. Ovim pristupom ostvaruje se efikasno iskorišćenje kanala, ali i uspešno prilagođavanje promenama mrežne topologije i raspoloživih kanala. Svaki čvor periodično otkriva susede i kanale koje njegovi susedi koriste, a zatim na osnovu algoritma učenja postepeno otkriva koji su kanali najbolji za njegove interfejsne.

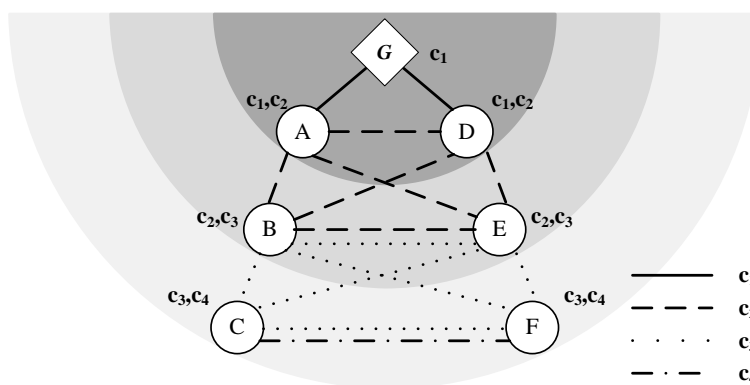
Neka je  $K$  broj raspoloživih kanala u mreži, a  $I$  broj interfejsa u svakom čvoru. Tada je broj skupova kanala koji se mogu dodeliti interfejsima jednak broju kombinacija bez ponavljanja,  $C_I^K = \binom{K}{I}$ . Inicijalno, sve kombinacije imaju istu verovatnoću selekcije, tj. čvor ima istu šansu da izabere bilo koji skup kanala za svoje interfejsne. Nakon što čvor, inicijalno selektuje skup kanala, on proverava koliko je izabrani skup kanala kvalitetan. Kvalitet skupa kanala meri se brojem interferirajućih kanala u susedstvu. Ako je kvalitet trenutnog skupa kanala najbolji od svih mogućih skupova, njegova verovatnoća selekcije se povećava i protokol taj slučaj posmatra kao nagradu. U suprotnom, verovatnoća selekcije tog skupa kanala se smanjuje, što protokol posmatra kao kaznu. Na ovaj način, skup kanala svakog čvora progresivno se menja i teži skupu kanala koji se dovoljno razlikuje od skupova kanala u susedstvu.

### **3.3.2.3. ROMA – Routing over Multi-radio Access Network**

ROMA (*Routing over Multi-radio Access Network*) [16], združeni protokol rutiranja i distribuirani algoritam dodele kanala, koristi sekvence kanala koje su unapred definisali *gateway* čvorovi u cilju eliminacije interferencije u okviru jednog saobraćajnog toka (*intra-flow* interferencija) i između različitih saobraćajnih tokova (*inter-flow* interferencije). ROMA protokol koristi algoritam dodele kanala koji se može lako implementirati u okviru distribuiranog protokola rutiranja.

Neka se posmatra mreža kod koje svaki *gateway* čvor ima samo jedan interfejs, ostali čvorovi u mreži imaju po dva interfejsa, i mreža radi na  $K$  kanala. Svaki *gateway*

generiše niz kanala  $c_1, c_2, \dots, c_n$ , gde je svaki kanal  $c_i$  neki od raspoloživih kanala. Selektovani niz mora biti takav da nijedna dva uzastopna elementa,  $c_i$  i  $c_{i+1}$ , ne predstavljaju isti kanal. Svi čvorovi u mreži, koji nisu *gateway* čvorovi, na osnovu distribuiranog protokola rutiranja, određuju najbolju putanju do nekog *gateway* čvora na osnovu metrike putanje. ROMA protokol može koristiti bilo koju metriku rutiranja, a u originalnom protokolu korišćena je ETT (*Expected Transmission Time*) [12] metrika (detaljno opisana u glavi 4) u koju je uključen parametar koji zavisi od opterećenja linka. ROMA protokolom interfejsima svakog čvora dodeljuju se kanali. Da bi se jednostavnije objasnio mehanizam dodele kanala, neka se posmatra čvor F koji ima putanju dužine  $l=3$  do *gateway* čvora, slika 3.4. Dodela kanala počće od *gateway* čvora G kome će biti dodeljen kanal  $c_1$ . Sledećem čvoru na putanji, čvoru D, biće dodeljeni kanali  $c_1$  i  $c_2$ , sledećem čvoru E kanali  $c_2$  i  $c_3$ , i konačno interfejsima čvora F biće dodeljeni kanali  $c_3$  i  $c_4$ . To znači da čvor  $i$  na putanji između *gateway* čvora i čvora F, prima pakete od čvora bližeg *gateway* čvoru preko kanala  $c_i$ , a šalje ih sledećem čvoru na putanji preko kanala  $c_{i+1}$ . Kako je protokolom definisano da se za  $c_i$  i  $c_{i+1}$  moraju uzeti različiti kanali, potpuno je eliminisana *intra-flow* interferencija. Na ovaj način vrši se dodela kanala za sve čvorove u mreži.



Slika 3.4. Dodela kanala u ROMA protokolu [16].

ROMA protokolom isti kanali dodeljuju se čvorovima koji se nalaze na istom nivou (na istoj udaljenosti od *gateway* čvora) jer se korišćenjem istih kanala mogu ostvariti unakrsni linkovi između čvorova do istog *gateway* čvora. Na primer, „unakrsni“ linkovi  $AE$  i  $BD$  na slici 3.4 ne bi postojali da čvorovi na istom nivou imaju različite skupove kanala. Ti unakrsni linkovi korisni su za prilagođenje promenama



uslova u mreži. Ako se postojeća putanja GABC degradira, čvor C može da prerutira pakete putanjom GAEC , bez potrebe da promeni kanal na kom radi.

Protokol se može uopštiti i za više interfejsa u *gateway* čvorovima, tako što se za svaki interfejs bira različiti niz kanala. Da bi se u tom slučaju smanjila *inter-flow* interferencija, ROMA koristi heuristiku kojom se minimizira interferencija između kanala na kojima rade interfejsi *gateway* čvorova (jer oni trpe najveće saobraćajno opterećenje).

#### **3.3.2.4. BFS-CA – Breadth First Search Channel Assignment**

BFS-CA (*Breadth First Search Channel Assignment*) [17] je centralizovan algoritam dodele kanala koji vodi računa o eksternoj interferenciji koja potiče od mreža u okruženju. Protokol definiše CAS (*Channel Assignment Server*) čvor koji određuje raspored kanala drugim čvorovima na osnovu interferencije u mreži. Jedan interfejs svakog čvora podešava se da radi na istom – *default* kanalu, dok se ostali interfejsi dinamično prebacuju na druge kanale. Svaki čvor određuje svoju eksternu interferenciju tako što meri primljeni signal na svim kanalima na kojima radi mreža, procenjuje kolika su ometanja od drugih mreža u okruženju i o tome periodično obaveštava CAS čvor. Na osnovu tih podataka CAS za *default* kanal bira kanal sa najmanjom eksternom interferencijom. Nakon toga, CAS koristi BFS-CA algoritam da dodeli kanale interfejsima ostalih čvorova u mreži. BFS-CA algoritmom prvo se dodeljuju kanali čvorovima većeg prioriteta (čvorovima koji direktno komuniciraju sa CAS čvorom) jer oni imaju veće saobraćajno opterećenje. Kada CAS odredi koji će kanal dodeliti kom čvoru, on kontrolnim paketom obaveštava o svojoj odluci sve čvorove u mreži. Kako eksterna interferencija zavisi od drugih mreža, i menja se nezavisno od rasporeda kanala u posmatranoj WMN, CAS se prilagođava promenama eksterne interferencije i periodično pokreće proceduru pronalaženja *default* kanala i BFS-CA algoritma.

#### **3.3.3. Uporedna analiza protokola sa dinamičkom dodelom kanala**

Kao što je u prethodnom tekstu definisano, protokoli dinamičke dodele kanala koji se mogu podeliti na protokole sa kratkim (*short-term*) i protokole sa dužim (*long-term*) vremenom zadržavanja na kanalu. Ako se saobraćajno opterećenje mreže ne menja često (npr. satima), bolje je koristiti *long-term* protokole dinamičke dodele

kanala. U suprotnom, *short-term* protokoli daju bolje rezultate. DCA [12] *short-term* protokol dodeljuje jednom interfejsu kontrolni kanal, čime se obezbeđuje sinhronizacija i mrežna povezanost, ali se taj kanal ne može koristiti za prenos paketa podataka, čime se smanjuju mrežni resursi. Za razliku od njega, *short-term* protokoli za jednointerfejsne mreže, SSCH [2] i MMAC [5], koji se mogu primeniti na svakom interfejsu nezavisno u okviru MCMI mreže, nemaju specificiran kontrolni interfejs, pa je mrežno iskorišćenje bolje. *Long-term* dinamički algoritmi dodele kanala, Hyactinth [14], LCAP [15] i ROMA [16], menjaju raspored kanala u zavisnosti od promena u saobraćajnom opterećenju i interferencije unutar mreže, dok BFS-CA [17] posmatra promene u mrežnom okruženju, tj. uticaj eksterne interferencije. Međutim, nijedan od predloženih protokola ne kombinuje oba pristupa, čime bi se raspored kanala formirao vodeći računa o saobraćajnom opterećenju, i o promenama u mrežnom okruženju, tj. u zavisnosti i od interne i od eksterne interferencije.

### **3.4. Protokoli sa hibridnom dodelom kanala**

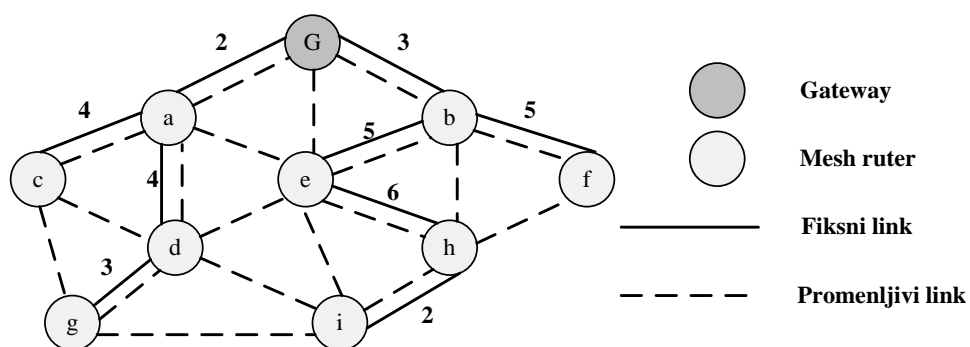
Protokoli navedeni u prethodnim poglavljima koriste ili statičku ili dinamičku dodelu kanala. Statička dodela kanala ima malo mrežno zagušenje, ali zavisi od stabilnosti saobraćajnog opterećenja u mreži. Dinamička dodela kanala prati promene u saobraćajnom opterećenju, ali usled česte promene kanala uvodi veliko kašnjenje. Hibridna dodela kanala kombinuje statičku i dinamičku dodelu kanala, koristeći prednosti i jednog i drugog principa. Dva najpoznatija hibridna pristupa razvijena za MCMI mreže su ADCA (*Adaptive Dynamic Channel Allocation*) [18] hibridna dodela kanala združena sa ICAR (*Interference and Congestion Aware Routing*) [18] protokolom rutiranja i HMCP (*Hybrid Multi Channel Protocol*) [19] algoritam hibridne dodele kanala združen sa MCR (*Multi Channel Routing*) [21] protokolom rutiranja.

#### **3.4.1. ADCA algoritam dodele kanala i ICAR protokol rutiranja**

ADCA (*Adaptive Dynamic Channel Allocation*) [18] je hibridni algoritam dodele kanala koji kombinuje prednosti statičke i dinamičke dodele kanala. Jedan interfejs svakog čvora (promenljivi interfejs) može često da menja kanale, dok ostali interfejsi (fiksni interfejsi) rade na fiksnim kanalima koji se ne menjaju. Fiksni interfejsi

susednih čvorova formiraju fiksne linkove (kojima se kanali ne menjaju) ako rade na istom fiksnom kanalu.

Dodela kanala fiksnim interfejsima treba da obezbedi maksimalan protok između ivičnih čvorova i *gateway* čvorova. Ivični čvorovi su čvorovi koji imaju samo dva interfejsa, jedan fiksni i jedan promenljivi i za koje je predviđeno da opslužuju manje saobraćaja. Ostali čvorovi (uključujući i *gateway* čvorove) imaju više od dva interfejsa (jedan promenljivi i više fiksnih). Da bi se mrežni resursi ravnomerno raspodelili svim ivičnim čvorovima, formira se stablo opterećenja za svaki *gateway* čvor. Nakon formiranja topologije mreže, svakom linku dodeljuje se kanal. Linkovi koji su bliži *gateway* čvorovima imaju viši prioritet i njima se dodeljuju manje iskorišćeni kanali. Na slici 3.5 prikazano je mrežno okruženje jednog *gateway* G čvora, koji preko fiksnih kanala ostvaruje komunikaciju sa ivičnim čvorovima (*c*, *g*, *i* i *f*). Linkovi označeni punom linijom predstavljaju fiksne linkove. Kada se izvrši dodela fiksnih kanala, svi ivični čvorovi imaju formiranu permanentnu putanju do *gateway* čvora, ostvarenu preko fiksnih kanala.



Slika 3.5. Hibridna arhitektura WMN [18].

Za razliku od komunikacije između *gateway* i ivičnih čvorova koja se odvija preko fiksnih interfejsa, za komunikaciju između bilo koja dva čvora koja su u međusobnom dometu koriste se i fiksni i promenljivi interfejsi. Da bi dva čvora u međusobnom dometu mogla da komuniciraju, neophodno je da prebace promenljive interfejse na isti kanal. Na slici 3.5 isprekidanom linijom prikazano je između kojih čvorova je moguće ostvariti komunikaciju preko promenljivog interfejsa. Za dinamičku dodelu kanala ADCA koristi sličan pristup kao MMAC [5]. Vreme je podeljeno na intervale fiksne dužine. Svaki interval podeljen je na kontrolni interval i interval za razmenu podataka. U toku kontrolnog intervala svi čvorovi prebacuju svoje promenljive

interfejsa na isti *default* kanal. Tokom intervala razmene podataka, čvorovi koji rade na istim kanalima primaju i šalju podatke međusobno.

ICAR (*Interference and Congestion Aware Routing*) protokol rutiranja predstavlja modifikaciju DSR protokola, kod kog se u RREQ i RREP pakete upisuju, osim adresa čvorova i dužine putanje, i podaci na kom kanalu rade čvorovi na putanji, i metrika za svaki link na putanji. Protokol može koristiti bilo koju metriku rutiranja, a u originalnom protokolu koristi se modifikacija ETT (*Expected Transmission Time*) [12] metrike (opisane u glavi 4) u cilju ravnomerne raspodele iskorišćenosti kanala u mreži.

### **3.4.2. HMCP algoritam dodele kanala i MCR protokol rutiranja**

HMCP (*Hybrid Multi Channel Protocol*) [19-20] predstavlja hibridni algoritam dodele kanala, dizajniran za primenu kod višekanalnih višeinterfejsnih mreža zajedno sa MCR (*Multi Channel Routing*) [21] protokolom rutiranja.

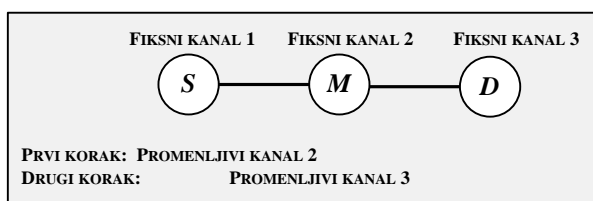
Neka mreža radi na  $K$  kanala, i neka svaki čvor u mreži ima  $I$  interfejsa. Interfejsi svih čvorova podeljeni su na fiksne i promenljive interfejsa. Neka je izabrano  $M$  od  $I$  interfejsa svakog čvora, kojima se, na duži vremenski period, dodeljuje neki od  $K$  kanala. Ovi interfejsi nazivaju se fiksni interfejsi, a njima dodeljeni kanali fiksni kanali. Preostalim interfejsima, dinamički se dodeljuju kanali na kojima se zadržavaju kratak vremenski period. Koji će kanal biti dodeljen kom interfejsu zavisi od saobraćajnih zahteva. Ovi interfejsi nazivaju se promenljivi interfejsi, a njima dodeljeni kanali promenljivi kanali.

Različiti čvorovi mogu podesiti svojih  $I$  interfejsa tako da rade na različitim skupovima od  $K$  kanala. Protokolom je obezbeđeno da ne moraju svi čvorovi da imaju isti broj interfejsa, kao ni da je broj fiksnih i promenljivih interfejsa isti. Međutim, da bi se pojednostavio opis protokola neka svaki čvor ima dva interfejsa jedan fiksni i jedan promenljivi (iako se protokol može primeniti za bilo koje  $K \geq 2$  i  $1 \leq I < K$ ). Prilikom inicijalizacije, svaki čvor slučajno izabere jedan od raspoloživih kanala za svoj fiksni, i jedan od raspoloživih kanala (osim izabranog fiksnog) za svoj promenljivi interfejs.

Fiksni interfejsi čvorova u mreži raspoređuju se tako da se obezbedi što je moguće manja interferencija između fiksnih kanala. Ako se mrežna topologija retko menja, tada se i raspored fiksnih kanala retko menja. HMCP protokol uvodi periodičnu

razmenu *Hello* paketa koji služe da obaveste čvorove o tome koji fiksni kanal koriste njihovi susedi. Na taj način, svi čvorovi znaju bar jedan kanal preko koga mogu da pošalju pakete svojim susedima. HMCP protokolom definisano je da čvor prima pakete samo preko fiksnog, a da ih šalje i preko fiksnog i preko promenljivog interfejsa.

Primer na slici 3.6 objašnjava komunikaciju između čvorova. Neka su čvorovi S i M, i M i D susedni čvorovi, i neka čvor S ima pakete za čvor D. Takođe, neka fiksni interfejsi čvorova S, M i D rade na kanalima 1, 2 i 3, respektivno. Da bi čvor S poslao pakete čvoru D, on prvo mora da ih pošalje M, a zatim M čvoru D. U prvom koraku čvor S prebacuje svoj promenljivi interfejs na fiksni kanal čvora M, tj. na kanal 2 i šalje pakete čvoru M. U drugom koraku čvor M prebacuje svoj promenljivi interfejs na fiksni kanal čvora D, tj. na kanal 3, i šalje pakete ka D.



Slika 3.6. Primer primene protokola [21].

### 3.4.2.1. Upravljanje fiksnim interfejsom

Fiksnim interfejsima dodeljuju se kanali tako da imaju najmanju moguću interferenciju u okruženju. Upravljanje fiksnim interfejsom odvija se u dve faze: prva je odabir fiksnog kanala, a druga obaveštavanje susednih čvorova o izabranom fiksnom kanalu.

Ako dva susedna čvora X i Y imaju isti fiksni kanal, svi prenosni usmereni ka njima biće ostvareni preko istog kanala, pa dolazi do velike interferencije. Zbog toga, potrebno je da fiksni interfejsi susednih čvorova rade na što više međusobno različitih kanala. Da bi čvor mogao da izabere fiksni kanal, on treba da ima informaciju koji fiksni kanal koriste njemu susedni čvorovi. Te informacije dobija periodičnom razmenom *Hello* paketa, koje svaki čvor generiše i šalje, po *broadcast* principu, na svim kanalima. Na osnovu informacija iz *Hello* paketa, čvor X formira u svojoj memoriji, tabelu suseda, *NeighbourTable*, koja sadrži podatke na kom fiksnom kanalu rade susedni čvorovi X. Osim toga, čvor pamti i listu iskorišćenosti kanala, *ChannelUsageList*, u koju smešta informacije o tome koliko čvorova u dvohopovskom susedstvu koristi

odgovarajući fiksni kanal i ta informacija se formira za sve raspoložive kanale u mreži. Kada čvor X generiše *Hello* paket, on u njega upisuje podatke koji fiksni kanal on koristi, ali i njegovu trenutnu *NeighbourTable*.

Kada se neki novi čvor X postavi u mreži, on ne može da šalje pakete podataka drugim čvorovima dok ne otkrije na kojim fiksnim kanalima oni rade. Tada X difuzno šalje *Hello* paket u koji upisuje samo svoju adresu i slučajno izabran fiksni kanal. Na osnovu *Hello* paketa koje X primi od svojih suseda, formira svoje *ChannelUsageList* i *NeighbourTable* i bira fiksni kanal koji stvara što manju interferenciju u okruženju.

Kada čvor X primi sledeći *Hello* paket od nekog njemu susednog čvora Y, on, na osnovu podatka o fiksnom kanalu čvora Y, osvežava svoju *NeighbourTable*. Osim toga, čvor X osvežava svoju *ChannelUsageList* pomoću *NeighbourTable* iz pristiglog *Hello* paketa. Kako se u *NeighbourTable* čvora Y nalaze podaci o fiksnim kanalima svih suseda čvora Y, na osnovu tih podataka, čvor X ima relevantne podatke i o fiksnim kanalima svih suseda čvora Y. Kako čvor X prima *Hello* pakete od svih svojih suseda, na osnovu tih podataka, on ima informacije o svim čvorovima u dvohopovskom okruženju.

Ako čvor X ne dobije informaciju o nekom čvoru duži vremenski period, on ga briše iz *ChannelUsageList* i *NeighbourTable*, jer smatra da mu taj čvor više nije u dvohopovskom susedstvu ili da je link do njega u prekidu.

Da periodična razmena *Hello* paketa ne bi stvorila veliko zagušenje u mreži, potrebno je odrediti periodu njihovog slanja. U [21] pokazano je da periodično slanje *Hello* paketa svakih 5 sekundi daje dobre rezultate, a ne stvara velika zagušenja u mreži.

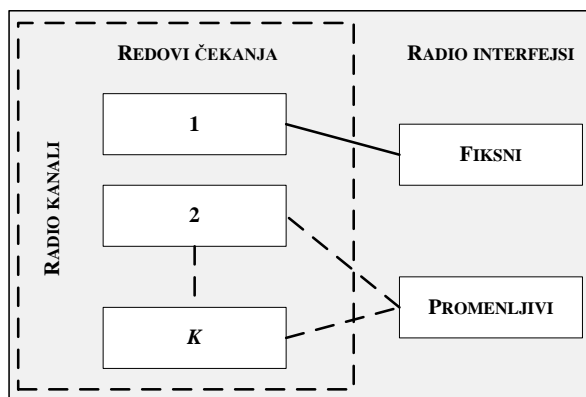
### **3.4.2.2. Promena fiksnog kanala**

Pre nego što inicira slanje novog *Hello* paketa, čvor proverava na osnovu *ChannelUsageList*, da li je njegov fiksni kanal suviše često korišćen među susednim čvorovima, i, ako jeste, on ga menja. Ako u dvohopovskom susedstvu ima puno čvorova koji rade na istom fiksnom kanalu kao on, čvor, sa nekom verovatnoćom  $p$  (u [21] uzeto je  $p=0.4$ ), menja fiksni kanal. Nakon toga, čvor upisuje informaciju o svom fiksnom kanalu u *Hello* paket i šalje relevantan podatak susedima.

U WMN, u okviru MAC protokola, procedurom virtuelnog osluškivanja kanala (*virtual carrier sensing*), svi susedni čvorovi čvorova X i Y, koji žele da razmenjuju podatke, uzdržavaju se od prenosa tokom NAV (*Network Allocation Vector*) vremena. Kako su svi susedi čvora Y udaljeni najviše dva skoka od čvora X, i svi susedi čvora X, udaljeni najviše dva skoka od čvora Y, to znači da se svi čvorovi dvohopovskom okruženju čvorova X i Y uzdržavaju od prenosa tokom NAV vremena. Ova činjenica iskorišćena je i za razmenu informacija o fiksnim kanalima u HMCP protokolu, tj. potrebno je obezbediti da svi čvorovi u mreži, za svoj fiksni interfejs, koriste kanale koji su ravnomerno raspoređeni u njihovom dvohopovskom susedstvu.

### 3.4.2.3. Raspoređivanje paketa u redove čekanja

Kod jednokanalnih mreža, u svakom čvoru postoji jedan red čekanja na MAC sloju, u koji se smeštaju paketi pristigli sa viših slojeva. Da bi se kod višekanalnih mreža znalo koji paket je namenjen kom interfejsu i preko kog kanala ga treba slati, nije dovoljan jedan red čekanja. Zbog toga se u okviru HMCP protokola, formira po jedan red čekanja za svaki od raspoloživih kanala u mreži, slika 3.7.



Slika 3.7. Redovi čekanja u slučaju kada postoji K kanala i dva interfejsa [21].

Paketi koji stižu sa viših slojeva na MAC sloj mogu biti *unicast*, *multicast* ili *broadcast*. Kod *unicast* (*multicast*) paketa zna se adresa čvora (čvorova) kome (kojima) je paket namenjen. Ako sa viših slojeva na MAC sloj stigne *unicast* paket, čvor će pretražiti svoju *NeighbourTable*, u njoj naći podatak na kom fiksnom kanalu radi čvor kome je paket namenjen, i smestiti ga u red čekanja za taj kanal. Ako u čvor stigne *multicast* paket, čvor će pretražiti u *NeighbourTable* na kojim kanalima rade čvorovi

kojima je *multicast* paket namenjen, i smestiti po jednu kopiju *multicast* paketa u redove čekanja odgovarajućih kanala.

Da bi svi čvorovi u dometu čvora X primili *broadcast* paket, neophodno je ili da imaju bar jedan interfejs na nekom kanalu na kom radi X, ili da čvor X pošalje *broadcast* paket po svim kanalima. U okviru HMCP protokola, *broadcast* prenos ostvaruje se na svakom kanalu posebno. Po jedna kopija *broadcast* paketa smešta se u red čekanja svakog kanala, tj. paket se šalje po svim kanalima, pa svi susedi čvora X mogu da ga prime, nezavisno na kom fiksnom kanalu rade.

Povećanjem broja kanala povećava se ukupan broj *broadcast* prenosa, ali preko jednog kanala prenosi se samo jedan *broadcast* paket, pa je odnos broja *broadcast* prenosa po kanalu isti kao kod jednokanalnih mreža. Ipak, često slanje *broadcast* paketa može da smanji mrežne performanse. Svaka promena kanala na radio interfejsu unosi dodatno kašnjenje, *switchingDelay*, i kao posledica toga, povećava se kašnjenje s kraja na kraj. *SwitchingDelay* postoji nezavisno od vremena potrebnog za ostvarivanje komunikacije između predajnog i prijemnog čvora i povećava ukupno kašnjenje s kraja na kraj svaki put kada se interfejs prebaci sa jednog na drugi kanal tokom prenosa paketa. Ovo kašnjenje ne može se zanemariti i može biti čak i nekoliko ms.

#### **3.4.2.4. Promena promenljivog kanala**

Paketi koje treba preneti preko promenljivog kanala, šalju se preko promenljivog interfejsa. Usled toga, promenljivi interfejs mora često da menja kanale, i potrebno je definisati na koji će se kanal prebaciti, i kada. HMCP protokol definiše da se promenljivi interfejs uvek prebacuje na kanal koji u svom redu čekanja ima paket koji najduže čeka. Promenljivi interfejs promeniće kanal ako postoje paketi u redu čekanja nekog drugog kanala i ispunjen je jedan od sledećih uslova: ① red čekanja trenutnog promenljivog kanala je prazan i, ili ② promenljivi interfejs i dalje ima pakete u redu čekanja, ali se zadržao na promenljivom kanalu više od *MaxSwitchTime*. Uvođenjem drugog uslova sprečava se da promenljivi interfejs stalno radi na istom promenljivom kanalu. Potrebno je odrediti optimalnu vrednost *MaxSwitchTime*. Ako je njegova vrednost suviše mala, interfejs često menja kanal, pa se povećava kašnjenje usled prebacivanja. Velike vrednosti *MaxSwitchTime* povećavaju kašnjenje s kraja na kraj za one pakete koji treba da se prenesu preko kanala koji dugo čeka. Autori u [21]



pokazali su da su optimalne vrednosti za *MaxSwitchingTime* i *switchingDelay* 50 ms i 5 ms, respektivno.

### **3.4.2.5. MCR - protokol rutiranja**

MCR (*Multi Channel Routing*) protokol definisan je na mrežnom sloju i predstavlja modifikaciju DSR [13] protokola za rad sa višekanalnim višeinterfejsnim mrežama. MCR protokol zadržava osnovne karakteristike DSR protokola, kao što su *Route Discovery* i *Route Maintenance*. Osnovna uloga *Route Discovery* mehanizma je otkrivanje putanje pomoću RREQ i RREP paketa. *Route Maintenance* mehanizam služi za održavanje putanje i otkrivanje prekida na putanji i koristi RERR pakete.

Osnovna modifikacija DSR protokola koja je izvršena u MCR protokolu ogleda se u sadržaju RREQ i RREP paketa. Kod MCR protokola RREQ paketi se emituju po svim kanalima. Svaki novi zahtev za otkrivanje putanje, iniciran od nekog čvora koristi jedinstven sekvencijalni broj koji se upisuje u RREQ. Za razliku od DSR protokola, kod kog se u RREQ i RREP paketima prenosi samo informacija o adresama čvorova i dužini putanje, u MCR protokolu u RREQ i RREP pakete upisuju se još i informacije neophodne za pronalaženje optimalne putanje, tj. podaci koji su potrebni da bi se odredila metrika putanje: metrika linka, opterećenje linka, kanal na kom radi fiksni interfejs svakog od čvorova na putanji i sl. Svaka putanja ima svoju „težinu“, koja se formira u zavisnosti od metrike koja se primenjuje u protokolu. Kod MCR protokola optimalna je ona putanja koja ima najmanju težinu, tj. najkvalitetnija putanja po nekom od kriterijuma, a ne putanja sa najmanjim brojem skokova.

Kada RREQ prvi put stigne u međučvor, u tabelu rutiranja međučvora iz RREQ paketa preuzima se sekvencijalni broj i težina dela putanje od izvorišnog čvora do tog međučvora, nakon čega se reemituje RREQ. Kada u taj isti međučvor stigne RREQ po nekoj drugoj putanji, proverava se da li je težina putanje iz pristiglog RREQ paketa manja od težine putanje iz tabele rutiranja međučvora. Ako jeste, tabela rutiranja međučvora ažurira se sa podacima iz pristiglog RREQ paketa, i RREQ paket se dalje prosleđuje. Ako nije, RREQ paket se odbacuje.

Kada RREQ prvi put stigne u odredišni čvor, u tabelu rutiranja odredišnog čvora upisuju se svi relevantni podaci iz RREQ paketa: sekvencijalni broj, adrese čvorova preko kojih je došao RREQ, metrike njihovih linkova, i kanali na kojima rade

njihovi fiksni interfejsi. Nakon toga, određišni čvor odgovara RREP paketom (koji se šalje do izvorišnog čvora) po putanji koja je sada poznata. U određišni čvor može da stigne više RREQ paketa. Kada određišni čvor primi neki drugi RREQ paket, odgovoriće RREP paketom samo ako je težina putanje pristiglog RREQ paketa manja od težine putanje prethodno pristiglog RREQ paketa sa istim sekvencijalnim brojem.

U MCR protokol uveden je i mehanizam *Route Refresh* [21], koji ne postoji u DSR protokolu, da bi se otkrile putanje sa manjom težinom. Ovaj mehanizam pokreće se periodično (na svakih 20 sekundi [21]), kako bi se osvežile težine poznatih putanja, čak i kada putanje nisu u prekidu.

### **3.4.3. Poređenje protokola sa hibridnom dodelom kanala**

U odnosu na protokole dinamične dodele kanala, oba opisana hibridna algoritma smanjuju kašnjenje usled prebacivanja sa kanala na kanal. S druge strane, adaptivni su u skladu sa promenama u saobraćajnom opterećenju, za razliku od protokola statičke dodele kanala. Kod ADCA (*Adaptive Dynamic Channel Allocation*) [18] pristupa postoje permanentne veze između nekih čvorova preko kojih se ostvaruje malo kašnjenje, dok postoje čvorovi koji su povezani samo promenljivim interfejsima koji će uneti veće kašnjenje s kraja na kraj. HMCP (*Hybrid Multi Channel Protocol*) [19] na svakom čvoru definiše fiksne i promenljive interfejse, a prenos podataka vrši se prebacivanjem promenljivog interfejsa na odgovarajući kanal kako bi se poslali podaci. Zbog toga se može se javiti česta potreba za promenom kanala, što uvodi dodatno kašnjenje usled prebacivanja interfejsa sa kanala na kanal.

## **3.5. Zaključak**

U ovoj glavi dat je pregled protokola rutiranja za višekanalne mreže. U višekanalnim WMN, povezivanje i izbor kanala i/ili interfejsa direktno utiču na putanju kojom se šalju podaci i na kvalitet komunikacije, zbog čega je neophodna koordinacija dodele kanala. Dakle, protokol rutiranja nema samo zadatak da izabere optimalnu putanju po pitanju kvaliteta linkova koji je čine, već mora da izabere putanju koja se ostvaruje preko trenutno aktuelnih kanala. Kada čvor pronađe odgovarajući kanal na kom radi interfejs, dalje se kontrolni paketi prosleđuju na osnovu protokola rutiranja za

jednokanalne mreže koji su modifikovani za rad u višekanalnim mrežama. Zbog toga se protokoli rutiranja na mrežnom i algoritmi dodele kanala na MAC sloju moraju posmatrati zajedno.

Da bi se obezbedila mrežna povezanost kod višekanalnih mreža, interfejsi između čvorova, koji žele da komuniciraju, moraju da rade na istom kanalu. U zavisnosti da li se kanali dodeljuju interfejsima permanentno ili se interfejsi prebacuju sa kanala na kanal, protokoli se dele na statičke i dinamične. Kod statičkih algoritama smanjuje se zagušenje u mreži jer interfejsi ne moraju da se prebacuju sa kanala na kanal, ali oni zavise od stabilnosti saobraćajnog opterećenja.

S druge strane, algoritmi dinamičke dodele kanala imaju veće zagušenje usled česte promene kanala, ali se brže prilagođavaju potrebama saobraćaja, pa su pogodniji kod mreža čiji se saobraćajni zahtevi često menjaju. Kod statičkih algoritama jednostavnije je obezbediti koordinaciju između MAC i mrežnog sloja, nego kod dinamičkih algoritama. Osim ove dve grupe, razvijeni su hibridni protokoli koji kombinuju prednosti statičkih i dinamičkih algoritama. Oni nekim interfejsima dodeljuju kanale statički, a nekim dinamički čime se ostvaruje i smanjenje kašnjenja usled prebacivanja sa kanala na kanal, ali i adaptivnost na promene u saobraćajnim zahtevima.

Zanimljivo je primetiti da nijedna grupa protokola za višekanalne mreže ne vodi računa o podršci kvalitetu servisa, tj. ne obezbeđuje diferenciranje servisa čime bi se obezbedilo da kategorije servisa osetljive na kašnjenja (*voice* i *video*) imaju veći prioritet od kategorija koje nisu osetljive na kašnjenje (*best-effort* i *background*). Postoje protokoli za jednokanalne mreže koji se delimično bave ovom problematikom. Formiranjem protokola za višekanalne mreže koji uzima u obzir kvalitet servisa povećali bi se raspoloživi protoci u mreži, ali i brži prenos podataka kategorijama servisa osetljivim na kašnjenja. Iz tog razloga, javila se ideja za realizaciju novog protokola za sloj linka, nazvanog QoS-HMCP (*Quality of Service Hybrid Multi Channel Protocol*), koji uvodi QoS podršku u višekanalne višeinterfejsne WMN. QoS-HMCP protokol opisan je u okviru sedme glave disertacije.

## **Literatura:**

- [1] N. Jain, S. Das, A. Nasipuri. A multichannel csma mac protocol with receiver-based channel selection for multihop wireless networks. *Proceedings of International Conference on Computer Communications and Networks*, pp: 432 – 439, Oktobar 2001.
- [2] P.Bahl, C.Chandra, J. Dunagan. SSCH: Slotted Seeded Channel Hopping for Capacity Improvement in IEEE 802.11 Ad Hoc Wireless networks. *Proceedings of ACM International Conference on Mobile Computing and Networking*, pp: 216-230, Septembar 2004.
- [3] J. So, N. H. Vaidya. A Routing Protocol for Utilizing Multiple Channels in Multi-Hop Wireless Networks with a Single Transceiver. Technical report, *Dept. of Computer Science and Coordinated Science Laboratory, University of Illinois at Urbana-Champaign*, 2004.
- [4] R Maheshwari, H. Gupta, S. Das. Multichannel mac protocols for wireless networks, *Proceedings of IEEE Communication Society Conference on Sensor, Mesh and Ad Hoc Communications and Networks*, pp: 393 - 401, Septembar 2006.
- [5] J. So, N. H. Vaidya. Multi-channel mac for ad hoc networks: handling multi-channel hidden terminals using a single transceiver, *Proceedings of ACM International Symposium on Mobile Ad Hoc Networking and Computing*, pp: 222-233, May 2004.
- [6] A. P. Subramaniam, H. Gupta, S. R. Das, J. Cao. Minimum interference channel assignment in multiradio wireless mesh networks. *IEEE Transactions on Mobile Computing*, 7(12): 1459 – 1473, 2008.
- [7] J. H. Ju, V. O. K. Li. TDMA Scheduling Design of Multihop Packet radio networks Based on Latin Squares. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 17(8):1345-1352, 1999.
- [8] A. Raniwala, K. Gopalan, T. Chiueh. Centralized channel assignment and routing algorithms for multi-channel wireless mesh networks. *MC2R – Mobile Computing and Communications Review*, 8(2):50-65, 2004.

- [9] J. Tang, G. Xue, W. Zhang. Interference-aware topology control and qos routing in multi-channel wireless mesh networks, *Proceedings of ACM International Symposium on Mobile Ad Hoc Networking and Computing*, pp: 68 – 77, Maj 2005.
- [10] Y. Ding, Y. Huang, G. Zeng, L. Xiao, Channel assignment with partially overlapping channels in wireless mesh networks, *Proceedings of WICON*, 2008.
- [11] S. L. Wu, C. Y. Lin, Y. C. Tseng, J. P. Sheu. A new multi channel MAC protocol with on demand channel assignment for multi hop mobile ad hoc networks. *Proceedings of International Symposium on Parallel Architectures, Algorithms and Networks*, pp: 232 – 237, Decembar 2000.
- [12] R. Draves, J. Padhye, B. Zill. Routing in Multi–Radio, Multi–Hop Wireless Mesh Networks. *Proceedings of ACM International Conference on Mobile Computing and Networking*, pp:114-128, Septembar 2004.
- [13] D. Johnson. The Dynamic Source Routing Protocol for Mobile Ad Hoc Networks for IPv4. RFC 4728, *Microsoft Research*, Februar 2007.
- [14] A. Raniwala, T. C. Chiueh. Architecture and Algorithms for an IEEE 802.11 based Multi Channel Wireless Mesh Network. *Proceedings of Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies*, vol. 3, pp: 2223-2234, Mart 2005.
- [15] S. Pediaditaki, P. Arrieta, M. Marina. A learning-based approach for distributed multi-radio channel allocation in wireless mesh networks, *Proceedings of IEEE International Conference on Network Protocols*, pp: 31 - 41, Oktobar 2009.
- [16] A. Dhananjay, H. Zhang, J. Li, L. Subramanian. Practical distributed channel assignment and routing in dual-radio mesh networks. *Proceedings of ACM Conference on Data Communication*, pp: 99 - 110, Avgust 2009.
- [17] K. N. Ramachandran, E. M. Belding, K. C. Almeroth, M. M. Buddhikot. Interference-aware channel assignment in multi-radio wireless mesh networks, *Proceedings of IEEE International Conference on Computer Communications*, pp: 1 – 12, April 2006.
- [18] Y. Ding, K. Pongaliur, L. Xiao. Channel allocation and routing in hybrid multichannel multiradio wireless mesh networks. *IEEE Transactions on Mobile Computing*, 12(2): 206 – 218, 2011.

- [19] P. Kyasanur, J. So, C. Chereddi, N. H. Vaidya. Multi Channel Mesh Networks: Challenges and Protocols. (invited paper) *IEEE Wireless Communications Magazine*, 13(2): 30–36, 2006.
- [20] P. Kyasanur, N. H. Vaidya. Routing and interface assignment in Multi Channel Multi Interface Wireless Networks. *Proceedings of IEEE Wireless Communications and Networking Conference*, vol. 4, pp: 2051 – 2056, Mart 2005.
- [21] P. Kyasanur, N. H. Vaidya. Routing and link-layer protocols for multi-channel multi-interface ad hoc wireless networks, *ACM Mobile Computing and Communications review*, 10(1): 31 – 43, 2006.
- [22] C. E. Perkins, E. M. Belding-Royer, S. R. Das. Ad Hoc On demand Distance Vector (AODV) routing. *IETF Experimental RFC 3561*, Jul 2003.

## **4. Metrike rutiranja**

Jedna od najvažnijih karakteristika bežičnih mreža je kvalitet linka. Iz tog razloga, metrike koje opisuju kvalitet linka imaju veoma važnu ulogu u dizajniranju optimalnog protokola rutiranja u bežičnim mrežama. Potrebno je svakom linku dodeliti odgovarajuću metriku, kako bi protokol rutiranja dobro funkcionisao.

Metrika rutiranja predstavlja pravilo po kom se od više formiranih putanja bira optimalna. Metrika se može definisati za putanju – metrika putanje ili za link – metrika linka. Metrika putanje predstavlja „težinu“, odnosno „cenu“ jedne putanje od izvora do odredišta, i zavisi od metrika linkova na toj putanji. Pod metrikom linka podrazumeva se neka informacija o kvalitetu linka (npr. propusni opseg, verovatnoća uspešnog prenosa paketa, interferencija, zauzetost kanala, nivo snage kanala i sl.). U ovoj glavi opisani su kriterijumi o kojima treba voditi računa prilikom formiranja metrike, kao i pregled najznačajnijih metrika dostupnih u literaturi.

### **4.1. Kriterijumi za kreiranje metrika**

U cilju pronalaženja optimalne metrike, potrebno je definisati kriterijume o kojima treba voditi računa kada se ona formira. Ti kriterijumi služe za upoređivanje metrika i donošenje odluke koja je metrika optimalna za datu situaciju. Ipak, nijedna metrika ne može da bude bolja od ostalih po svim kriterijumima [1]. Efikasna metrika treba da sadrži neku meru kvaliteta linkova da bi se pomoću nje izračunala optimalna putanja. Svaka metrika rutiranja ima svoje prednosti i mane, koje zavise od kriterijuma za izbor optimalne putanje. Osim što služe određivanju optimalne putanje od izvora do odredišta, metrike treba da obezbede i stabilnost mreže.

### **4.1.1. Interferencija**

Problem interferencije jedan je od najozbiljnijih problema u bežičnim mrežama. Interferencija nastaje kao posledica deljenja bežičnog medijuma za prenos. Kako različiti saobraćajni tokovi mogu da pristupe istom medijumu i da dele propusni opseg, oni smetaju jedan drugom, tj. stvaraju interferenciju. Kada bi svi linkovi koji se nalaze u međusobnom dometu radili na nepreklapajućim kanalima, karakteristike sistema bi se značajno poboljšale i smanjila bi se interferencija [2]. Međutim, da bi se takav prenos ostvario mreža treba da radi sa velikim brojem nepreklapajućih kanala, što često nije slučaj (npr. u najčešće korišćenim 802.11b i 802.11g mrežama postoje samo tri nepreklapajuća kanala). Zbog toga je za bežične mreže značajno adekvatno frekvencijsko planiranje koje podrazumeva da se raspoloživi kanali raspoređuju tako da jedan drugom minimalno smetaju. U zavisnosti pod kojim uslovima se javlja, postoji: interferencija unutar saobraćajnog toka (*intra-flow*), interferencija usled uticaja drugih tokova saobraćaja (*inter-flow*) i eksterna interferencija.

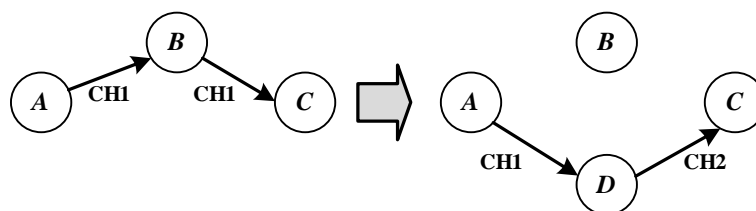
#### **4.1.1.1. Interferencija unutar saobraćajnog toka (*intra-flow*)**

Interferencija unutar saobraćajnog toka (*intra-flow*) javlja se kada više linkova na jednoj putanji (u okviru jednog toka saobraćaja) koji se nalaze u međusobnom dometu rade na istom kanalu [3]. Što je selektovana putanja duža (ima veći broj skokova) *intra-flow* interferencija je veća, protok na toj putanji je manji, a kašnjenje veće. *Intra-flow* interferencija može se značajno smanjiti ako se za likove koji se nalaze u međusobnom dometu, a pripadaju istoj putanji, selektuju nepreklapajući kanali [4]. Ona nije ograničena samo na susedne linkove, već može da se javi i među linkovima koji su udaljeni više skokova. Domet čvorova obično je veći od jednog skoka, tj. zavisno od propagacionih uslova na trasi, moguće je da čvor uspostaviti vezu (da nivo signala u prijemnom čvoru koji potiče od predajnog čvora bude iznad praga prijema) i sa čvorovima koji mu nisu „prvi“ susedi [5]. Neophodno je da dobra metrika rutiranja uzme u obzir sve navedene probleme i izabere putanju kod koje su kanali raspoređeni tako da stvaraju što je moguće manju *intra-flow* interferenciju.

Da bi se bolje objasnio pojam *intra-flow* interferencije, dat je primer na slici 4.1. Vidi se da linkovi  $A \rightarrow B$  i  $B \rightarrow C$  koriste isti kanal, pa postoji *intra-flow* interferencija na putanji  $A \rightarrow B \rightarrow C$ . S druge strane, linkovi  $A \rightarrow D$  i  $D \rightarrow C$ , koriste



različite kanale, pa u ovom slučaju nema *intra-flow* interferencije, tj. putanja  $A \rightarrow D \rightarrow C$  je optimalna.

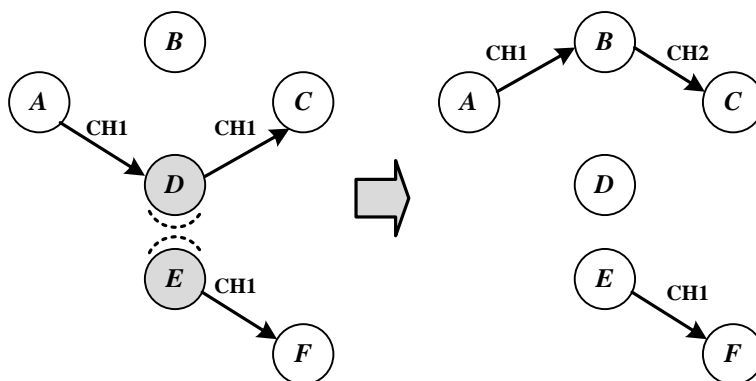


Slika 4.1. Primer *intra-flow* interferencije duž jedne putanje.

#### 4.1.1.2. Interferencija usled uticaja drugih tokova saobraćaja (*inter-flow*)

Interferencija usled uticaja drugih tokova saobraćaja (*inter-flow*) nastaje kada različiti saobraćajni tokovi, ostvareni među čvorovima koji su u međusobnom dometu, rade na istom kanalu, tj. bore se za medijum. Teško je predvideti i kontrolisati *inter-flow* interferenciju, jer na nju utiče više tokova saobraćaja.

Na slici 4.2 prikazane su putanje  $A \rightarrow D \rightarrow C$  i  $E \rightarrow F$  koje koriste iste kanale i stvaraju međusobnu *inter-flow* interferenciju. Ako bi se umesto putanje  $A \rightarrow D \rightarrow C$  koristila  $A \rightarrow B \rightarrow C$ , ona bi imala manju *inter-flow* interferenciju sa putanjom  $E \rightarrow F$ .



Slika 4.2. Primer *inter-flow* interferencije.

#### 4.1.1.3. Eksterna interferencija

Eksterna interferencija nastaje kada se na ulazu u prijemnik nekog čvora pojavi signal na njegovoj radnoj učestanosti koji ne potiče od komunikacije između čvorova koji pripadaju njegovoj mreži [6]. Do eksterne interferencije može doći kada čvor, koji pripada nekoj drugoj mreži, koristi istu tehnologiju kao čvorovi posmatrane mreže. Kako se bežičnim medijumom podaci šalju u etar, može doći do povezivanja među mrežama na MAC sloju što stvara eksternu interferenciju. Osim toga, eksternu

interferenciju nekom čvoru u mreži može da stvori i bilo koji drugi izvor signala koji radi u istom frekvencijskom opsegu kao čvor, ali ne koristi isti MAC protokol. Primera radi, rad mikrotalasnih retni ili *Bluetooth* aparata [7] mogu uticati na kvalitet linka i ugroziti performanse mreže [8].

#### **4.1.2. Količina informacija**

Neke metrike zahtevaju konkretne informacije o linkovima (npr. verovatnoću uspešnog prenosa, nivo šuma, opterećenje linka i sl.) da bi odredile optimalnu putanju. Da bi čvorovi u mreži imali relevantne informacije, generišu se dodatni kontrolni paketi u koje se upisuju te informacije. Međutim, ako čvor zahteva veliki broj informacija od drugih čvorova u mreži javljaju se dva problema. Kontrolni paketi koji prenose te informacije morali bi često da se generišu što može izazvati zagušenja u mreži, a samim tim smanjiti protok i performanse sistema. Osim toga, kako je potrebno izvesno vreme da se prikupe relevantne informacije o svakom čvoru, tokom procedure pronalaženja putanje može doći do velikog kašnjenja kontrolnih paketa, pa samim tim i do kašnjenja u uspostavljanju putanje po kojoj bi se slali paketi podataka. Zbog toga je neophodno naći „pravu meru“ količine informacija koju treba prenositi kontrolnim paketima, kao i učestanost njihovog slanja.

#### **4.1.3. Opterećenje linka**

Da bi metrika obezbedila ravnomerno iskorišćenje mrežnih kapaciteta, potrebno je odrediti kapacitet svakog linka. Kapacitet linka može se odrediti slanjem probnih paketa (u cilju merenja brzine prenosa podataka) ili korišćenjem informacije o raspoloživom protoku (npr. tip korišćene modulacione tehnike) sa fizičkog sloja. Većina radio interfejsa ima sposobnost smanjenja brzine prenosa u slučaju velikih gubitaka paketa na linku, pa pronalaženje linka sa većim kapacitetom znači da se smanjuje vreme tokom kog se medijum koristi za prenos podataka [9].

Sposobnost metrike da izbalansira opterećenje mreže može omogućiti bolje i veće raspoložive resurse mreže. Najčešće se metrikom selektuje putanja kojom se ostvaruje maksimalan protok, a da se pri tom ne vodi računa o ukupnim performansama mreže. To se događa kada metrika putanje selektuje putanje sa linkovima koji imaju najveće kapacitete, ali ne proverava koliko su ti linkovi opterećeni. Posledica ovakvog

pristupa dovodi do neravnomerne raspodele raspoloživih kapaciteta linkova, kao i do smanjenja performansi mreže. Umesto toga, metrika treba da koristi relevantne (*real-time*) informacije o zauzeću linkova, koje prikuplja od susednih čvorova. Na osnovu tih informacija, metrika donosi odluku kojom se izbegavaju putanje sa velikim opterećenjem [10].

#### **4.1.4. Agilnost**

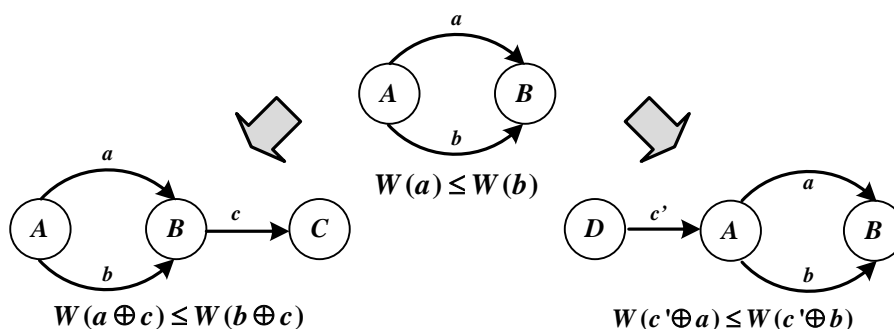
Agilnost metrike predstavlja njenu sposobnost da se brzo i efikasno prilagodi promenama u mrežnoj topologiji i promenama opterećenja mreže. Da bi neka metrika mogla da zadovolji uslove po pitanju agilnosti, brzina kojom se dobijaju i osvežavaju podaci, dobijeni merenjima, mora biti veća od brzine kojom se menja topologija ili opterećenje u mreži. Ako se promene u mreži dešavaju brže nego što se odvijaju merenja, metrika neće obezbediti pravu sliku o stanju u mreži, pa samim tim neće biti pouzdana. Primer dat u [11] pokazuje da čak i metrika najkraće putanje (*hop count*) može dati bolje rezultate od kompleksnijih i sofisticiranih metrika u slučaju mreža koje brzo menjaju svoju topologiju, odnosno mreža u okviru kojih čvorovi imaju visok stepen mobilnosti.

#### **4.1.5. Izotoničnost**

Izotoničnost metrike predstavlja sposobnost metrike da održi istu relaciju između metrika dve putanje ako se na njih doda ili nadoveže treća [12, 13]. Primer izotoničnosti ilustrovan je na slici 4.3. Neka je  $W(x)$  metrika putanje  $x$ . Osim toga, neka između dva čvora postoje dve moguće putanje,  $a$  i  $b$ . Definicija izotoničnosti je:

$$W(a) \leq W(b) \Rightarrow W(a \oplus c) \leq W(b \oplus c) \wedge W(c' \oplus a) \leq W(c' \oplus b) \quad (4.1)$$

Izotoničnost metrike je potreban i dovoljan uslov za postojanje efikasnog algoritma koji će odrediti optimalnu putanju, kao što su Bellman-Ford [15] ili Dijkstra [16] algoritmi. Ako metrika rutiranja nema osobinu izotoničnosti, linkovi mogu biti nestabilni kada ih algoritmi rutiranja koriste da izračunaju putanje sa najmanjom metrikom. Na primer, ako postoji zajednička dodatna putanja koja je dodata na dve različite putanje, minimalna metrika putanja može varirati. U nekim situacijama, ova osobina se zahteva i da ne bi došlo do slučaja da se putanja vrti u petlji [12, 13].



*Slika 4.3. Primer izotoničnosti.*

#### 4.1.6. Protok

Kada se selektuje putanja, metrika rutiranja treba da uzme u obzir protok jer putanje sa velikim protokom mogu da garantuju brže prenose podataka i čvorovi mogu bolje da iskoriste bežični medijum [9]. Veliki protoci, takođe, mogu da smanje kašnjenja i poboljšaju performanse mreže. Na protok utiču mnogi faktori, na primer povećanjem broja skokova na putanji, verovatnoća gubitka paketa raste što može dovesti do smanjenja protoka.

#### 4.1.7. Stabilnost

S obzirom da nestabilnost putanja utiče na smanjenje performansi mreže, metrika putanje treba da bude što je moguće konstantnija tokom vremena [12, 13]. Ako bi se vrednost metrike putanje često menjala, često bi se menjali i podaci o optimalnim putanjama, što bi uticalo na zagušenje mreže i smanjenje protoka.

U zavisnosti od stabilnosti, metrike se mogu podeliti na: metrike koje prate promene u opterećenju linkova i metrike koje prate promene u mrežnoj topologiji [13]. Metrike koje prate promene u opterećenju linkova često se menjaju i za optimalnu putanju biraju onu koja ima minimalno saobraćajno opterećenje [17–19]. Nasuprot tome, kod metrika koje prate promene u mrežnoj topologiji, metrika putanje određuje se na osnovu kapaciteta linkova, broja skokova, broja kanala i sl. [12–13]. Kod mreža kod kojih se mrežna topologija retko menja treba koristiti metrike koje prate promene u mrežnoj topologiji jer su mnogo stabilnije od metrika koje prate promene u saobraćajnom opterećenju.

## **4.2. Pregled metrika rutiranja**

Kako bi se metrikom rutiranja odredila optimalna putanja, izvorišnom čvoru koji „bira“ putanju moraju biti na raspolaganju podaci o broju skokova, interferenciji, izotoničnosti, protoku i sl. U zavisnosti od kriterijuma koje uzimaju u obzir, metrike se mogu podeliti na dve osnovne grupe: metrika dužine putanje (*hop count*) i metrike koje uzimaju u obzir kvalitet linka (*link-quality*).

### **4.2.1. Metrika dužine putanje (*hop count*)**

Metrika dužine putanje (*hop count*) koristi se kod poznatih protokola kao što su DSR (*Dynamic Source Routing*) [22], AODV (*Ad hoc On demand Distance Vector*) [21] i DSDV (*Destination Sequenced Distance Vector*) [23]. Kod ove metrike optimalna putanja je putanja sa najmanjim brojem skokova (najkraća putanja).

Ova metrika je veoma jednostavna, stabilna, ne zahteva dodatne informacije o kvalitetu linka i omogućava efikasno pronalaženje putanje sa najmanjim brojem skokova. U mrežama sa velikom mobilnošću čvorova daje bolje rezultate nego metrike koje zavise od kvaliteta linka, jer ne zahteva dodatne informacije o linkovima, pa su kontrolni paketi koji određuju putanju manji, brže se prenose i prilagođavaju promenama pozicija čvorova. Međutim, *hop count* metrika sve linkove u mreži posmatra isto, ne uzima u obzir njihovo opterećenje niti interferenciju. Često se biraju putanje koje imaju malu verovatnoću uspešnog prenosa paketa ili loše performanse po pitanju protoka, kašnjenja, *jitter*-a (varijacije kašnjenja) itd.

### **4.2.2. ETX – Expected Transmission Count metrika**

ETX (*Expected Transmission Count*) [20] metrika uvodi princip određivanja optimalne putanje na osnovu kvaliteta linka (*link-quality*). ETX metrika bira putanju za koju je potreban najmanji broj prenosa za uspešno slanje paketa od izvorišnog do odredišnog čvora.

ETX metrika za link računa se korišćenjem *forward* i *reverse* verovatnoća uspešnog prenosa paketa podataka duž tog linka. *Forward* verovatnoća,  $p_f$ , predstavlja verovatnoću da paket podataka uspešno stigne od čvora X koji je inicirao slanje, do čvora Y kome je paket poslat. Kada čvor Y uspešno primi paket, on odgovara ACK

(*Acknowledgement*) paketom. *Reverse* verovatnoća,  $p_r$ , je verovatnoća da ispravan ACK paket stigne do čvora X. Čvor X smatra da je paket uspešno primljen samo ako dobije ACK, pa je verovatnoća uspešnog prenosa paketa  $p_f \cdot p_r$ .

Verovatnoće uspešnog prijema određuju se pomoću LPP (*Link Probe Packet*) paketa. Svaki čvor difuzno šalje LPP pakete, svakih  $\tau$  sekundi (npr. svake sekunde) i broji koliko je LPP paketa primio u poslednjih  $\mu$  sekundi (npr. 10 sekundi) od svakog, njemu susednog, čvora posebno. Podatke o broju primljenih paketa od svakog suseda čvor pamti u svojoj memoriji, i pre slanja svakog LPP paketa u njega upisuje te podatke, i šalje ga susedima. Na taj način, osim podatka o broju primljenih LPP paketa, svi čvorovi u mreži imaju i podatak koliko su njihovi susedi primili LPP paketa od njih (na osnovu podatka iz dobijenih LPP paketa).

Neka su X i Y dva susedna čvora, i  $count_f(t-\mu, t)$  i  $count_r(t-\mu, t)$  broj LPP paketa koje je Y primio od X i X primio od Y, respektivno, u vremenskom intervalu  $(t-\mu, t)$ . Tada su *forward* i *reverse* verovatnoće uspešnog prijema paketa u trenutku  $t$ , date formulama (4.2a) i (4.2b):

$$p_f(t) = \frac{count_f(t-\mu, t)}{\mu/\tau} \quad (4.2a)$$

$$p_r(t) = \frac{count_r(t-\mu, t)}{\mu/\tau} \quad (4.2b)$$

gde je  $\mu/\tau$  broj LPP paketa koji bi bio primljen u slučaju da nijedan LPP paket nije izgubljen (za navedene vrednosti  $\mu/\tau=10$ ), i tada bi verovatnoće bile jednake 1,  $p_f = p_r = 1$ .

Konačno, ETX metrika za link XY, između čvorova X i Y je:

$$ETX_{XY} = \frac{1}{p_f \cdot p_r} \quad (4.3)$$

Metrika putanje  $p$  određena je zbirom ETX metrika svih linkova  $l$  koji je čine, (4.4). Optimalna putanja je putanja sa najmanjom metrikom.

$$ETX_p = \sum_{l \in p} ETX_l \quad (4.4)$$

ETX metrika favorizuje putanje koje čine linkovi sa manjom verovatnoćom gubitka paketa i manjom interferencijom, čak i ako te putanje imaju više skokova. To znači da ETX indirektno vodi računa o *inter-flow* interferenciji. Linkovi sa većom *inter-flow* interferencijom, imaju veći broj izgubljenih paketa, pa samim tim i veće vrednosti ETX metrike. Međutim, u formuli za ETX metriku ne figuriše parametar koji zavisi od *inter-flow* interferencije, tj. ETX je ne meri direktno. Takođe, ne postoji parametar koji zavisi od karakteristika radio kanala na kom radi link, što znači da ETX metrika ne razlikuje kanale u mreži, tj. dizajnirana je za jednokanalne mreže i ne vodi računa o *intra-flow* interferenciji. ETX metrika ne uzima u obzir opterećenje linka.

### **4.2.3. ETT – Expected Transmission Time metrika**

ETT (*Expected Transmission Time*) [4] predstavlja modifikaciju ETX metrike koja pri formiranju metrike linka uzima u obzir kapacitete pojedinačnih linkova na putanji. ETT metrikom linka određuje se očekivano vreme za uspešan prenos paketa na MAC (*Medium Access Control*) sloju. Za link  $XY$ , između čvorova  $X$  i  $Y$ , za koji je ETX metrika data formulom (4.3), ETT metrika linka je:

$$ETT_{XY} = ETX_{XY} \cdot \frac{S}{B_{XY}} \quad (4.5)$$

U formuli (4.5),  $S$  je prosečna veličina paketa, a  $B_{XY}$  maksimalni raspoloživi protok linka  $XY$ . Maksimalan protok linka može se odrediti, ili postavljanjem na fiksnu vrednost definisanu standardom, ili se za svaki link posebno određuje na osnovu empirijskih merenja.

Metrika putanje, određena zbirom ETT metrika svih linkova na putanji, data je formulom (4.6), gde su  $p$  i  $l$  definisani na isti način kao u formuli (4.4). Optimalna putanja je putanja sa najmanjom metrikom.

$$ETT_p = \sum_{l \in p} ETT_l \quad (4.6)$$

ETT metrikom se povećava protok uzimanjem u obzir mogućih kapaciteta pojedinačnih linkova čime se poboljšavaju ukupne performanse mreže. Kao i kod ETX metrike, i kod ETT uticaj *inter-flow* interferencije se, indirektno, uzima u obzir, ne vodi

se računa o primenjenim radio kanalima na linkovima,, pa se ne posmatra uticaj *intra-flow* interferencije. Takođe, ni ETT ne uzima u obzir opterećenje linka.

#### 4.2.4. LAETT – Load Aware Expected Transmission Time metrika

LAETT (*Load Aware Expected Transmission Time*) [25] metrika linka između čvorova X i Y meri očekivano vreme potrebno za prenos podataka, vodeći računa koliki je preostali kapacitet čvorova X i Y, (4.7):

$$LAETT_{XY} = ETX_{XY} \cdot \frac{S}{\left( \frac{RC_X + RC_Y}{2\gamma_{XY}} \right)} \quad (4.7)$$

$ETT_{XY}$  data je formulom (4.3),  $S$  je prosečna veličina paketa,  $\gamma_{XY}$  faktor kvaliteta linka definisan tabelom 4.1 (rastojanje predstavlja udaljenost između čvorova Y i X), a  $RC$  (*Remaining Capacity*) raspoloživo opterećenje čvorova koje se računa po formuli (4.8).

$$RC_X = B_X - \sum_{k=1}^{N_X} f_{XYk} \gamma_{XYk} \quad (4.8)$$

$N_X$  je ukupan broj interfejsa čvora X,  $f_{XYk}$  je protok kroz  $k$ -ti link, koji se množi faktorom linka  $\gamma_{XYk}$ , a  $B_X$  je ukupan maksimalni protok koji može da se ostvari preko svih interfejsa čvora X.

Tabela 4.1. Vrednosti faktora kvaliteta linka  $\gamma_{XY}$ .

Rastojanje (m)	>1600	>800	>560	>480	>400
Faktor linka $\gamma_{XY}$	$\infty$	4	3	2	1

Metrika putanje  $p$  računa se kao suma svih metrika linkova  $l$  koji je čine (4.9):

$$LAETT_p = \sum_{l \in p} LAETT_l \quad (4.9)$$

LAETT metrikom računa se potrebno vreme za uspešan prenos paketa u zavisnosti od preostalog raspoloživog kapaciteta čvorova. Ako su čvorovi veoma opterećeni, imaće male  $RC$  vrednosti, pa će povećati ukupnu metriku linka. Na ovaj način vrši se raspodela opterećenja u mreži. Međutim, i LAETT metrika indirektno uračunava *inter-flow* interferenciju, dok se *intra-flow* interferencija ne uzima u obzir.



#### 4.2.5. EETT – Exclusive Expected Transmission Time metrika

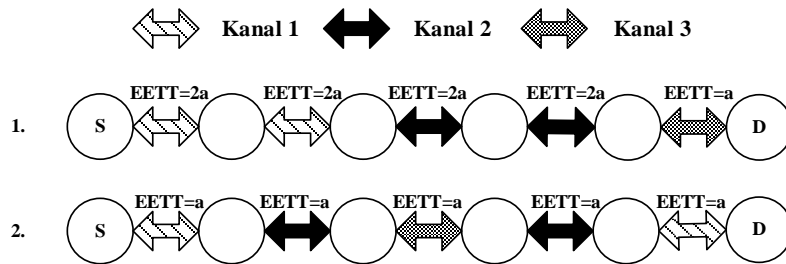
EETT (*Exclusive Expected Transmission Time*) [26] metrika rutiranja, osim vremena potrebnog za uspešan prenos paketa, uračunava i uticaj *intra-flow* interferencije. Neka se posmatra putanja  $p$ , od izvorišnog čvora S do odredišnog čvora D i neka je  $XY$  jedan od linkova na toj putanji. Ako je  $IS(XY)$  broj uzastopnih linkova na putanji  $p$  koji interferiraju sa linkom  $XY$  (uključujući i sam link), i ako je  $ETT_{XY}$  dato formulom (4.5), EETT linka  $XY$  definiše se kao:

$$EETT_{XY} = \sum_{i \in IS(XY)} ETT_i \quad (4.10)$$

Metrika putanje  $p$  računa se kao suma svih metrika linkova  $l$  koji je čine (4.11):

$$EETT_p = \sum_{l \in p} EETT_l \quad (4.11)$$

Na slici 4.4 date su dve putanje od čvora S do čvora D. Pretpostavka je da je ETT za svaki link, kod obe putanje, isti i iznosi  $a$ . Ako se posmatra prva putanja, prvi i drugi link na putanji rade na kanalu 1, a treći i četvrti na kanalu 2. Pošto linkovi međusobno interferiraju, smanjuje im se raspoloživi protok. Na osnovu izraza za EETT metriku, (4.10), metrike sva četiri linka su po  $2a$  (slika 4.4). Kod druge putanje prvi i peti link rade na kanalu 1, a drugi i četvrti na kanalu 2, međutim nijedna dva susedna linka ne rade na istom kanalu, pa je *intra-flow* interferencija ove putanje manja. Svi linkovi na drugoj putanji imaju isto EETT koje iznosi  $a$ . Na osnovu formule za metriku putanje (4.11), za optimalnu putanju biće izabrana druga putanja, jer ima manju EETT ( $5a$ ), u odnosu na prvu (koja ima EETT  $9a$ ).



Slika 4.4. Primer EETT metrike.

EETT metrika efikasno rešava problem *intra-flow* interferencije, dok *inter-flow* interferenciju računa indirektno kroz ETT metriku. EETT metrikom se ne uračunava opterećenje linka.

#### 4.2.6. WCETT – Weighted Cumulative Expected Trasmision Time metrika

WCETT (*Weighted Cumulative Expected Trasmision Time*) [4] predstavlja proširenje ETT metrike. WCETT je prva metrika kod koje se metrika putanje ne računa prostim sabiranjem metrika linkova. Takođe, WCETT metrikom se, prilikom formiranja cene putanje, uzima u obzir upotreba odgovarajućeg kanala na svakom pojedinačnom linku.

Formulom (4.12) dat je izraz za WCETT metriku putanje  $p$  koju čine linkovi  $l$ :

$$WCETT_p = (1 - \beta) \cdot \sum_{l \in p} ETT_l + \beta \cdot \max_{1 \leq c \leq k} X_p(c) \quad (4.12)$$

ETT metrika data je formulom (4.5),  $k$  je broj kanala na kojima radi mreža,  $X_p(c)$  je dato formulom (4.13), a  $\beta$  je parametar koji uzima vrednost između 0 i 1.

Da bi se u metriku putanje  $p$  uračunao i uticaj *intra-flow* interferencije, za svaki kanal  $c$ , na putanji  $p$ , definiše se  $X_p(c)$ , kao:

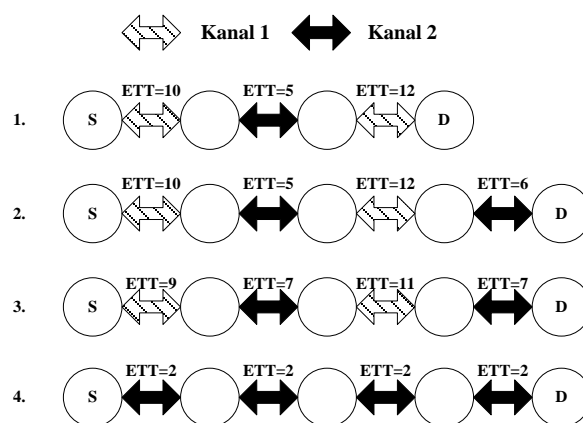
$$X_p(c) = \sum_{i \in p} ETT_i, \quad 1 \leq c \leq k \quad (4.13)$$

gde  $i$  predstavlja link na putanji  $p$  koji radi na kanalu  $c$ .

Prvi sabirak u formuli (4.12) predstavlja sumu ETT metrika linkova na putanji, i određuje koliko je ukupno kašnjenje prilikom prenosa paketa. Drugi sabirak zavisi od najveće sume  $X_p(c)$ , tj. od zbira ETT metrika linkova koji rade na najviše korišćenom kanalu putanje  $p$ . To znači da će putanja koja koristi više različitih kanala imati manju maksimalnu vrednost  $X_p(c)$ , a, suprotno tome, putanje koje imaju puno linkova koji rade na istom kanalu imaće veću maksimalnu vrednost  $X_p(c)$ . Podešavanjem parametra  $\beta$  reguliše se da li je važniji uticaj prvog ili drugog sabirka, tj. da li je bitnije da je manje kašnjenje od izvora do odredišta (prvi) ili da je manja *intra-flow* interferencija (drugi sabirak).

Da bi se jasnije objasnila WCETT metrika, dat je primer na slici 4.5. Neka mreža radi na kanalima 1 i 2, i neka su moguće četiri putanje od čvora S do čvora D, označene brojevima od 1. do 4. Iznad svakog linka na slici 4.5 označene su vrednosti njihovih ETT metrika. U tabeli 4.2 date su vrednosti prvog i drugog sabirka, kao i WCETT metrika za sve četiri putanje, za dve vrednosti parametra  $\beta$  (0.1 i 0.9).

Na osnovu rezultata iz tabele 4.2 vidi se da 4. putanja ima najmanji WCETT nezavisno od parametra  $\beta$ , što znači da i dalje najveći uticaj na izbor optimalne putanje imaju linkovi sa najmanjim ETT. Ako se posmatraju 1. i 3. putanja kada je parametar  $\beta=0.9$ , vidi se da 3. putanja ima manju metriku od 1. putanje, iako je 1. putanja kraća. To se može objasniti činjenicom da velika vrednost parametra  $\beta$  povećava uticaj drugog sabirka, a da je kod 3. putanje ta vrednost manja (iznosi 20), od vrednosti 1. putanje (22). Dakle, iako je 1. putanja kraća i ima manju ukupnu sumu ETT (prvi sabirak), uticaj parametra  $\beta$  će dovesti do izbora 3. putanje. Međutim, ako je vrednost parametra  $\beta$  mala (0.1), uticaj drugog sabirka je manji, i tada je 1. putanja bolja od 3, tj. ima manju ukupnu metriku.



*Slika 4.5. WCETT primer.*

Drugi član metrike uključuje uticaj *intra-flow* interferencije u odluku o optimalnoj putanji. Osim toga, parametrom  $\beta$  može se podešavati odnos uticaja kašnjenja i interferencije. Rezultati iz [4] pokazali su da je optimalna vrednost parametra  $\beta=0.5$ . Međutim, WCETT metrikom se ne obraća pažnja o lokaciji interferirajućih linkova, već samo o njihovom broju. Zato se mogu selektovati putanje kojima su linkovi koji rade na istom kanalu susedni.

*Tabela 4.2. WCETT primer.*

Putanja	Suma ETT	Max $X_j$	WCETT, $\beta=0.9$	WCETT, $\beta=0.1$
1	27	22	22.5	26.5
2	33	22	23.1	32.9
3	34	20	21.4	32.6
4	8	8	8	8

### 4.2.7. iAWARE – Interference Aware Routing metrika

iAWARE (*Interference Aware Routing*) [6] metrika računa efekte promene verovatnoće gubitka paketa, *inter-flow* i *intra-flow* interferenciju. Ako je  $ETT$  za link  $XY$  dat formulom (4.5), iAWARE metrika linka  $XY$  računa se kao:

$$iAWARE_{XY} = \frac{ETT_{XY}}{IR_{XY}} \quad (4.14)$$

U formuli (4.14),  $IR_{XY}(X)$  predstavlja odnos  $SINR_{XY}(X)$  (signal/(šum + interferencija)) i  $SNR_{XY}(X)$  (signal/šum) linka  $XY$ , na strani čvora  $X$ . Ako nema interferencije,  $SINR$  i  $SNR$  će biti isti, pa će  $IR$  biti 1.

$$IR_{XY}(X) = \frac{SINR_{XY}(X)}{SNR_{XY}(X)} \quad (4.15)$$

ako se uzme u obzir bidirekcionalnost linka,  $IR_{XY}$  za link  $XY$ , definiše se kao:

$$IR_{XY} = \min(IR_{XY}(X), IR_{XY}(Y)) \quad (4.16)$$

Konačno, iAWARE metrika putanje  $p$  računa se kao:

$$iAWARE_p = (1 - \beta) \cdot \sum_{l \in p} iAWARE_l + \beta \cdot \max_{1 \leq c \leq k} Y_p(c) \quad (4.17)$$

gde je  $Y_p(c)$  dato formulom (4.18), a  $\beta$  je parametar kojim se reguliše da li je bitnije kašnjenje u prenosu (prvi sabirak), ili *intra-flow* interferencija (drugi sabirak).

Da bi se u metriku putanje uračunao i uticaj *intra-flow* interferencije, za svaki kanal  $c$ , na putanji  $p$ , definiše se  $Y_p(c)$ , kao:

$$Y_p(c) = \sum_{i \in p} iAWARE_i, \quad 1 \leq c \leq k \quad (4.18)$$

gde su  $i$  linkovi na putanji  $p$  koji rade na kanalu  $c$ , a  $k$  broj raspoloživih kanala u mreži.

iAWARE metrika računa efekte promena gubitaka na linku, razlike u brzini prenosa, i *intra-flow* i *inter-flow* interferenciju. Kada link ima veću vrednost  $IR$  nego  $ETT$ , iAWARE metrika će biti manja, biće favorizovan link koji ima manje  $ETT$ , ali veću interferenciju. iAWARE metrikom se ne vodi računa o opterećenju linka.

#### 4.2.8. MIC – Metric of Interference and Channel-switching

MIC (*Metric of Interference and Channel-switching*) [12–14] se sastoji iz dve metrike IRU (*Interference aware Resource Usage*) koja u metriku putanje unosi uticaj *inter-flow* interferencije, i CSC (*Channel Switching Cost*) koja unosi uticaj *intra-flow* interferencije.

IRU metrika linka između čvorova X i Y, koji radi na kanalu  $c$ , definisana je kao:

$$IRU_{XY}(c) = ETT_{XY}(c) \cdot N_{XY}(c) \quad (4.19)$$

gde je  $ETT_{XY}(c)$  metrika data formulom (4.5), a  $N_{XY}(c)$  ukupan broj čvorova koji stvaraju interferenciju linku XY na kanalu  $c$ .  $N_{XY}(c)$  se računa kao:

$$N_{XY}(c) = |N_X(c) \cup N_Y(c)| \quad (4.20)$$

gde su  $N_X(c)$  i  $N_Y(c)$  broj suseda čvorova X i Y, respektivno, koji sa njima interferiraju tokom emitovanja na kanalu  $c$ .

CSC komponenta metrike za čvor X, računa se na sledeći način:

$$CSC_X = \begin{cases} \omega_1, & CH(\text{prev}(X)) \neq CH(X) \\ \omega_2, & CH(\text{prev}(X)) = CH(X) \end{cases}, \quad 0 \leq \omega_1 < \omega_2 \quad (4.21)$$

gde je  $\text{prev}(X)$  prethodni čvor čvora X na putanji koja se posmatra, a  $CH(X)$  kanal koji čvor X koristi za prenos podataka do sledećeg čvora na putanji. Veza  $\omega_1 < \omega_2$  omogućava da, kada čvor X emituje podatke na istom kanalu po kom su mu podaci i stigli od prethodnog čvora,  $\text{prev}(X)$ , CSC metrika bude veća nego kada susedni čvorovi na putanji koriste različite kanale. Na taj način, putanja sa manjom *intra-flow* interferencijom će imati manju vrednost CSC.

Kombinacijom IRU i CSC definiše se MIC metrika putanje  $p$  kao:

$$MIC_p = \frac{1}{N_n \cdot ETT_{\min}} \cdot \sum_{l \in p} IRU_l + \sum_{X \in p} CSC_X \quad (4.22)$$

gde je  $N_n$  broj čvorova u mreži,  $ETT_{\min}$  najmanji ETT na putanji,  $l$  predstavlja linkove putanje  $p$ , a X čvorove na putanji  $p$ .

MIC metrika podržava korišćenje više radio kanala na putanji, i, kroz CSC komponentu, uključuje uticaj *intra-flow* interferencije u metriku putanje. Kroz IRU komponentu, u metriku putanje uključena je *inter-flow* interferencija. Međutim, MIC metrika podrazumeva da svi linkovi imaju isti nivo interferencije, nezavisno da li u nekom trenutku postoji prenos preko tog interferirajućeg linka ili ne. Pored toga, CSC računa *intra-flow* interferenciju samo kod susednih linkova.

#### 4.2.9. ILA – Interference Load Aware metrika

ILA (*Interference Load Aware*) [27] metrika sastoji se iz dve komponente MTI (*Metric of Traffic Interference*) i CSC (*Channel Switching Cost*). MTI komponenta uračunava uticaj *inter-flow* interferencije, dok CSC uračunava uticaj *intra-flow* interferencije. MTI komponenta za link XY, definiše se kao:

$$MTI_{XY}(c) = \begin{cases} ETT_{XY}(c) \cdot AIL_{XY}(c), & N_{XY}(c) \neq 0 \\ ETT_{XY}(c), & N_{XY}(c) = 0 \end{cases} \quad (4.23)$$

Gde je  $N_{XY}(c)$  broj čvorova koji unose interferenciju u link XY koji radi na kanalu  $c$  (formula (4.20)), a AIL (*Average Interfering Load*) prosečno opterećenje tih čvorova, (formula (4.24)). Ako XY nema interferirajuće čvorove,  $MTI_{XY}$  ima vrednost ETT, a ako postoje interferirajući čvorovi, onda će  $AIL_{XY}$  povećati vrednost MTI, tj. vreme potrebno za uspešan prenos paketa.

$$AIL_{XY}(c) = \frac{\sum_{N_{XY}(c)} IL_{XY}(c)}{N_{XY}(c)} \quad (4.24)$$

$IL_{XY}(c)$  je opterećenje interferirajućeg čvora (susednog za X i Y) koji emituje na kanalu  $c$ . To opterećenje određuje se pomoću LPP paketa (na osnovu kojih se određuje ETX), tako što svaki čvor upisuje svoje opterećenje u LPP paket, i na taj način obaveštava svoje susede koliko mu je opterećenje. Čvor koji računa  $IL_{XY}$  za svoj link, imaće informaciju o tome na kom kanalu rade njegovi susedi i koliko im je opterećenje, pa može da izračuna prosečno opterećenje  $AIR_{XY}$ .

Konačno, ILA metrika za putanju  $p$  računa se kao:

$$ILA_p = \alpha \cdot \sum_{l \in p} MTI_l + \sum_{X \in p} CSC_X \quad (4.25)$$

gde  $l$  i  $X$  predstavljaju linkove i čvorove duž putanje  $p$ , respektivno. CSC se računa kao kod MIC metrike (formula (4.21)), a faktor skaliranja i ravnoteže između komponenti,  $\alpha$ , definisan je na sledeći način:

$$\frac{1}{\alpha} = \begin{cases} ETT_{\min} \cdot AIL_{\min}, & N_{XY}(c) \neq 0 \\ ETT_{\min}, & N_{XY}(c) = 0 \end{cases} \quad (4.26)$$

gde su  $ETT_{\min}$  i  $AIL_{\min}$  najmanji ETT i AIL u mreži.

ILA pronalazi putanju sa najmanje smetnji, najnižim nivoom interferencije, malom verovatnoćom gubitka paketa i velikim brzinama prenosa. Za razliku od MIC metrike, ILA računa *inter-flow* interferenciju uzimajući u obzir ukupan saobraćaj generisan od strane interferirajućih čvorova, ali kao i MIC, računa *intra-flow* interferenciju samo između dva susedna linka.

#### **4.2.10. MCR – Multi Channel Routing metrika**

MCR (*Multi Channel Routing*) [17] uključuje u metriku putanje uticaj prebacivanja interfejsa sa jednog na drugi kanal – ISC (*Interface Switching Cost*). MCR je osmišljena za rad u višekanalnim mrežama, izvorno predložena za MCR (*Multi Channel Routing*) [17] protokol rutiranja i HMCP (*Hybrid Multi Channel Protocol*) [18] protokol za sloj linka.

MCR metrika za putanju  $p$  definiše se kao:

$$MCR_p = (1 - \beta) \cdot \sum_{l \in p, X \in p} (ETT_l + SC_X(c)) + \beta \cdot \max_{1 \leq c \leq k} X_p(c) \quad (4.27)$$

gde su  $l$  i  $X$ , link, odnosno čvor na putanji  $p$ ,  $ETT_l$  je metrika data formulom (4.5),  $k$  broj kanala na kojima radi mreža,  $X_p(c)$  dato formulom (4.13), SC (*Switching Cost*) metrika koja određuje cenu prebacivanja interfejsa čvora  $X$  na kanal  $c$  (data formulom (4.28)), a  $\beta$  parametar kojim se određuje uticaj prvog i drugog sabirka u ukupnu metriku putanje.

$$SC_X(c) = p_s(c) \cdot switchingDelay \quad (4.28)$$

U formuli (4.28), *switchingDelay* predstavlja kašnjenje usled prebacivanja interfejsa sa jednog na drugi kanal (kašnjenje koje postoji nezavisno od vremena potrebnog za ostvarivanje komunikacije između predajnog i prijemnog čvora, i koje

može imati vrednosti i do nekoliko mili sekundi [17]), a  $p_s(c)$  procentualno vreme koje interfejs čvora  $X$  koristi za primo-predaju na drugim kanalima, dato formulom (4.29).

$$p_s(c) = \sum_{\forall j \neq c} InterfaceUsage(j) \quad (4.29)$$

$InterfaceUsage(j)$  je procentualno vreme (mereno u nekom unapred definisanom intervalu) koje interfejs nekog čvora  $X$  provodi na kanalu  $j$ . U  $InterfaceUsage(j)$  se ne računa vreme „mirovanja“ interfejsa, već samo vreme kada je interfejs u stanju primo-predaje paketa.

### 4.3. Poređenje metrika

U tabeli 4.3 dat je pregled metrika po osnovnim kriterijumima: interferencija, opterećenje čvorova, agilnost, izotoničnost i stabilnost, na osnovu kog se može zaključiti da svaka metrika ima ograničenja po nekom kriterijumu.

Metrika dužine putanje (*hop count*) ne uzima u obzir parametre kao što su interferencija i kvalitet linka, ali je jednostavna, ne zahteva dodatne informacije, ima visok stepen agilnosti, i izotoničnosti.

ETX metrika je prva metrika koja u izbor optimalne putanje unosi parametar koji opisuje kvalitet linka (*link-quality*). Bira putanje sa manjom verovatnoćom gubitka paketa (čak, iako, to nisu najkraće putanje), ali ne vodi računa o kapacitetu linka, koji je različit u višekanalnim mrežama. S obzirom da određivanje ETX metrike zahteva periodično slanje dodatnih LPP paketa, ETX (i sve njene modifikacije) nema dobru agilnost. ETX ne vodi računa o opterećenju linka, a kako se metrika putanje računa prostim sabiranjem metrika linka, ETX je izotonična. ETX metrikom se indirektno vodi računa o *inter-flow* interferenciji (linkovi koji imaju veliku *inter-flow* interferenciju imaće veći broj izgubljenih paketa, tj. veći ETX), ali ne postoji parametar koji direktno uključuje *inter-flow* interferenciju u metriku. Ne vodi se računa o *intra-flow* i eksternoj interferenciji.

U okviru ETT metrike uvodi se parametar koji vodi računa o kapacitetu linka. Kao i ETX, ETT indirektno uračunava *inter-flow* interferenciju, a o *intra-flow* interferenciji ne vodi računa, zbog čega ima relativno loše performanse kod



višekanalnih mreža. Zbog slanja probnih paketa ima relativno nizak stepen agilnosti, metrika putanje se računa sabiranjem metrika linkova, pa je izotonična.

LAETT metrika uvodi balansiranost opterećenja u mreži, vodi računa o opterećenju i kvalitetu linka. Kao i ETX i ETT, samo indirektno uračunava *inter-flow* interferenciju, dok ne uključuje *intra-flow* interferenciju. Metrika putanje je zbir metrika linkova, pa je izotonična, a zbog slanja probnih paketa ima mali stepen agilnosti.

EETT metrika računa *intra-flow* interferenciju, a indirektno računa i *inter-flow* interferenciju. Metrika putanje računa se sabiranjem metrika linkova, tj. metrika je izotonična.

*Tabela 4.3. Poređenje metrika po karakteristikama (\* - indirektno).*

	Hop	ETX	ETT	LAETT	EETT	WCETT	iAWARE	MIC	ILA	MCR
Intra-flow interferencija	ne	ne	ne	ne	da	da	da	da	da	da
Inter-flow interferencija	ne	da*	da*	da*	da*	da*	da	da	da	da
Eksterna interferencija	ne	ne	ne	ne	da	ne	da	da	da	da
Opterećenje linka	ne	ne	ne	da	ne	ne	ne	ne	ne	ne
Agilnost	da	ne	ne	ne	ne	ne	ne	ne	ne	ne
Izotoničnost	da	da	da	da	da	ne	ne	da	ne	ne
Stabilnost	da	ne	ne	ne	ne	ne	ne	ne	ne	da

WCETT računa uticaj *intra-flow* interferencije, biraju se putanje na kojima se ređe koriste isti kanali. Kao i prethodne metrike, WCETT samo indirektno meri *inter-flow* interferenciju, nije agilna i ne vodi računa o opterećenju linkova. WCETT metrika nije izotonična, jer se ne formira prostim sabiranjem metrika.

iAWARE metrikom proverava se da li ima generisanog saobraćaja, jer susedni čvorovi samo tada međusobno interferiraju. Računa *intra-flow* i *inter-flow* interferenciju. Direktno meri interferenciju od susednih čvorova.

MIC metrika pokušava da prevaziđe ograničenja WCETT metrike direktnim računanjem *intra-flow* i *inter-flow* interferencije, ali se *intra-flow* interferencija računa samo između susednih linkova. Ne vodi računa o opterećenju linkova, nema sposobnost agilnosti, a, kao i WCETT, nije izotonična.

ILA prevazilazi problem *intra-flow* interferencije. Računa *inter-flow* interferenciju uzimajući u obzir ukupan saobraćaj generisan od strane interferirajućih čvorova. Ona prevazilazi manu MIC metrike u smislu izotoničnosti, ali i dalje nije prevaziđen problem agilnosti, niti vodi računa o opterećenju linkova.

MCR metrika računa verovatnoću uspešnog prijema paketa na osnovu probnih paketa protokola za sloj linka, i smanjuje vreme potrebno za uočavanje promena na linku. Međutim, uvodi pretpostavku o simetričnosti linka, koja ne mora uvek da važi. Nije izotonična, niti je agilnost u potpunosti prevaziđena.

U ovoj glavi dat je pregled najznačajnijih metrika rutiranja u WMN dostupnih u literaturi. Zanimljivo je primetiti da navedene metrike ne mogu da isprate veliku dinamiku promena stanja svakog pojedinačnog linka, koja je karakteristična za bežične *mesh* mreže, posebno u okruženjima unutar objekata. Iz tog razloga, potekla je ideja za realizaciju novih metrika rutiranja, koje bi koristile prednosti postojećih, ali uključivale i parametar koji bi ove brze promene. Opis i realizacija novih metrika dati su u petoj glavi disertacije.

## **Literatura:**

- [1] P.Bahl, A. Adya, J. Padhye, A. Wolman. Reconsidering Wireless Systems with Multiple Radios. *SIGCOMM Comput. Commun. Review*, 34(5):39 -46, 2004.
- [2] S. J. De Couto, D. Aguayo, J. Bicket, R. Morris. High-throughput path metric for multi-hop wireless routing. *Proceedings of International Conference on Mobile Computing and Networking*, pp:134-146, Septembar 2003.
- [3] J. Guerin, M. Portmann, A. Pirzada. Routing metrics for multiradio wireless mesh networks. *Proceedings of the Telecommunication Networks and Applications Conference*, pp: 343 – 348, Decembar 2007.
- [4] R. Draves, J. Padhye, B. Zill. Routing in Multi–Radio, Multi–Hop Wireless Mesh Networks. *Proceedings of ACM International Conference on Mobile Computing and Networking*, pp:114-128, Septembar 2004.
- [5] J.Li, C. Blake, S. J. De Couto, H. I. Lee, R. Morris. Capacity of Ad Hoc wireless networks. *Proceedings on Mobile Computing and networking*, pp: 61-69, Jul 2001.
- [6] A. P. Subramanian, M. M. Buddhikot, S. Miller. Interference Aware Routing in Multi-Radio Wireless Mesh Networks. *Proceedings of IEEE International Workshop on Wireless Mesh Networks*, pp: 55-63, Septembar 2006.
- [7] Bluetooth Group, Aug 2007; <http://www.bluetooth.org>.
- [8] P. R. Kumar, P. Gupta. The Capacity of Wireless Networks. *IEEE Transactions on Information Theory*, 46:388-404, March 2000.
- [9] B.Awerbuch, D. Holmer, H. Rubens. The medium time metrics: High-throughput Route Selection in Multi-Rate Ad Hoc Wireless Mesh Networks. *Mobile Networks and Applications*, 11(2): 253-266, 2003.
- [10] T. Liu, W. Liao. Capacity-Aware Routing in Multi-Channel Multi- Rate Wireless Mesh Networks. *Proceedings of IEEE International Conference on Communications*, pp:1971–1976, Jul 2006.
- [11] R. Draves, J. Padhye, B. Zill. Comparison of Routing Metrics for Static Multi-Hop Wireless Networks. *SIGCOMM Comput. Commun. Review*, 34(4): 133-144, 2004.
- [12] Y. Yang, J. Wang, R. Kravets. Load–balanced Routing for Mesh Networks. *ACM SIGMOBILE Mobile Computing and Communications review*, 10(4): 3- 5, 2006.

- [13] Y. Yang, J. Wang, R. Kravets. Designing routing metrics for mesh networks. *Proceedings of IEEE Wireless Mesh Networks*, Septembar 2005.
- [14] Y. Yang, J. Wang, R. Kravets. Interference-aware Load Balancing for Multihop Wireless Networks, Tech. Rep. UIUCDCS-R- 2005-2526, Department of Computer Science, University of Illinois at Urbana-Champaign, 2005.
- [15] J. Bang-Jensen, G. Gutin. Section 2.3.4: The Bellman-Ford-Moore algorithm. *Digraphs: Theory, Algorithms and Applications* (1<sup>st</sup> edition), 2000.
- [16] T. H. Cormen, C. E. Leiserson, R. L. Rivest, Stein. Section 24.3: Dijkstra's algorithm. *Introduction to Algorithms* (2<sup>nd</sup> edition). MIT Press and McGraw-Hill. pp:595-601, 2001.
- [17] P. Kyasanur, N. H. Vaidya. Routing and link-layer protocols for multi-channel multi-interface ad hoc wireless networks. *ACM Mobile Computing and Communications review*, 10(1): 31 – 43, 2006.
- [18] P. Kyasanur, J. So, C. Chereddi, N. H. Vaidya. Multi Channel Mesh Networks: Challenges and Protocols. (invited paper) *IEEE Wireless Communications Magazine*, 13(2): 30–36, 2006.
- [19] P. Kyasanur, N. H. Vaidya. Routing and interface assignment in Multi Channel Multi Interface Wireless Networks. *Proceedings of IEEE Wireless Communications and Networking Conference*, vol. 4, pp: 2051 – 2056, Mart.
- [20] S.J. De Couto, D. Aguayo, J. Bicket, Morris. A high-throughput path metric for multi-hop wireless routing. *Wireless Networks*, 11(4), 419–434, 2005.
- [21] C. E. Perkins, E. M. Belding-Royer, S. R. Das. Ad Hoc On demand Distance Vector (AODV) routing. *IETF Experimental RFC 3561*, Jul 2003.
- [22] D. Johnson. The Dynamic Source Routing Protocol for Mobile Ad Hoc Networks for IPv4. *RFC 4728, Microsoft Research*, Februar 2007.
- [23] C. E. Parkins, P Bhagwat. Highly dynamic Destination Sequenced Distance Vector Routing (DSDV) for mobile computers. *ACM Computer Communication Review*. 24(4):234 – 244, 1994.
- [24] C. E. Koksal, K. Jamieson, E. Telatar, P. Thiran. Impacts of channel variability on link level throughput in wireless networks. *ACM SIGMETRICS Performance Evaluation Review*, 34(1): 51 – 62, 2006.

- [25] H. Aiache, L. Lebrun, V. Conan, S. Rousseau. A load dependent metric for balancing Internet traffic in Wireless Mesh Networks. *Mobile Ad Hoc and Sensor Systems*, pp: 629-634, Oktobar 2008.
- [26] W. Jiang, S.Liu, Y. Zhu, Z. Zhang. Optimizing Routing Metrics for Large-Scale Multi-Radio Mesh Networks. *Proceedings of International Conference on Wireless Communications, Networking and Mobile Computing*, pp:1550-1553, Septembar. 2007.
- [27] D. M. Shila, T. Anjali. Load-aware Traffic Engineering for Mesh Networks. *Proceedings of IEEE International Conference on Computer Communications and Networks*, pp:1040-1045, Avgust 2007.

## **5. Razvoj novih metrika rutiranja zasnovanih na nivou snage signala na prijemu**

U ovoj glavi analiziran je problem selektovanja optimalne putanje u višekanalnim višeinterfejsnim bežičnim *mesh* mrežama. Metrike koje vode računa o kvalitetu linka, kao što su ETX (*Expected Transmission Count*) [1], WCETT (*Weighted Cumulative Expected Transmission Time*) [2] i MIC (*Metric of Interference and Channel-switching*) [3–5], kao i mnoge druge, mogu značajno da doprinesu izboru optimalne putanje, preko koje se ostvaruje veći protok i manje kašnjenje. Međutim, pomenute metrike ne mogu da isprate veliku dinamiku promene nivoa snage signala na ulazu u prijemnik, koja karakteriše bežične *mesh* mreže, posebno u *indoor* okruženju.

Postavlja se pitanje, mogu li se poboljšati postojeće metrike tako da se prilikom formiranja metrike linka uzme u obzir i informacija o njegovom trenutnom stanju, a da se ne vrše dugotrajna merenja i komplikovane analize rezultata merenja. Na osnovu činjenice da svaki čvor ima informaciju o nivou snage signala na ulazu u prijemnik (dok prima pakete od njemu susednih čvorova), i da u mrežama nisu neophodna nikakva dodatna merenja da bi se do te informacije došlo, potekla je ideja da taj podatak posluži za poboljšanje metrike linka u okviru postojećih metrika. Na taj način moguće je metriku svakog linka formirati u realnom vremenu. Na osnovu ove ideje, formirane su nove metrike: *powerETX*, *powerWCETT* i *powerMIC* koje su opisane u daljem tekstu.

U cilju međusobnog upoređivanja predloženih metrika po pitanju ostvarenog protoka korisničkih podataka i srednjeg kašnjenja s kraja na kraj, kao i poređenja svake od predloženih metrika sa odgovarajućom originalnom metrikom, sve metrike uključene su u isti, u literaturi često korišćeni, protokol rutiranja, MCR (*Multi Channel Routing*)

[6] protokol koji je združen sa višekanalnim višeinterfejsnim HMCP (*Hybrid Multi Channel Protocol*) [6–8] protokolom za sloj linka. HMCP protokol predstavlja hibridni višekanalni višeinterfejsni protokol koji veoma efikasno koristi svaki od raspoloživih kanala u mreži, dok MCR protokol predstavlja modifikaciju poznatog i efikasnog DSR (*Dynamic Source Routing*) [9] protokola. Imajući u vidu prednosti MCR i HMCP protokola, ovi protokoli izabrani su za potrebe simulacije. Osim toga, za potrebe simulacija korišćen je odgovarajući propagacioni model koji odgovara uslovima propagacije u realnom *indoor* okruženju. Predložene metrike, originalne metrike, MCR protokol rutiranja, HMCP protokol za sloj linka i *indoor* propagacioni model implementirani su u GlomoSim [10] mrežni simulator. Na osnovu dobijenih rezultata simulacija izvršena je uporedna analiza metrika.

Kratak opis MCR i HMCP protokola dat je u prvom poglavlju. U drugom poglavlju dati su ključni detalji metrika ETX, WCETT i MIC koje su predmet dalje obrade i modifikacije sa ciljem da se isprate promene u kvalitetu svakog pojedinačnog linka u mreži (detaljniji opis metrika dat je u glavi 4). U trećem poglavlju opisan je korišćen *indoor* propagacioni model. Opis novih *powerETX*, *powerWCETT* i *powerMIC* metrika dat je u četvrtom poglavlju, dok je u petom poglavlju dat opis simulacija, kao i analiza metrika na osnovu rezultata simulacija. U poslednjem poglavlju data su zaključna razmatranja.

## **5.1. HMCP protokol za sloj linka i MCR protokol rutiranja**

HMCP (*Hybrid Multi Channel Protocol*) [7–8] protokol zasniva se na strategiji hibridne dodele kanala, što znači da kombinuje prednosti statičke i dinamičke dodele kanala. Raspoloživi radio interfejsi u svakom čvoru dele se na fiksne (kojima se kanali dodeljuju duži vremenski period) i promenljive (koji češće menjaju kanale i rade na onim kanalima na kojima ne rade fiksni interfejsi). Preko fiksnih interfejsa čvor prima podatke, a šalje ih i preko fiksnih i preko promenljivih interfejsa [7–8].

Iako je protokolom obezbeđeno da ne moraju svi čvorovi da imaju isti broj interfejsa, kao ni isti broj fiksnih i promenljivih interfejsa, za potrebe simulacije, pretpostavljeno je da svaki čvor ima dva interfejsa od kojih je jedan fiksni, a drugi promenljivi, pri čemu su oba definisana prilikom inicijalizacije. Osim toga, u

softverskoj implementaciji interfejsi su konfigurisani da rade na jednom od tri nepreklapajuća kanala. Način komunikacije čvorova u mreži, implementiran u GlomoSim simulatoru, detaljno je opisan u poglavlju 3.4.2.

U cilju minimizacije interferencije, fiksni kanali ravnomerno su raspoređeni u mreži tako da svaki od raspoloživih kanala bude uniformno raspoređen u dvohopovskom susedstvu. Kao što je već opisano u poglavlju 3.4.2. čvorovi imaju informaciju na kom fiksnom kanalu rade čvorovi u njihovom dvohopovskom okruženju na osnovu informacija iz *Hello* kontrolnih paketa koje svaki čvor periodično šalje po *broadcast* principu.

Kada sa viših slojeva na MAC (*Medium Access Control*) sloj čvora X dođe paket koji treba poslati preko njegovog fiksnog kanala, paket se smešta u odgovarajući red čekanja, i šalje preko fiksnog interfejsa. Za pakete koji treba da se šalju preko jednog od dva preostala kanala, paketi se smeštaju u red čekanja za odgovarajući kanal, i šalju preko promenljivog interfejsa.

U realizovanoj softverskoj implementaciji fiksni interfejs radi na jednom, dok se promenljivi interfejs prebacuje između preostala dva kanala. Da bi se sprečilo da promenljivi interfejs stalno radi na jednom kanalu, definiše se maksimalno vreme zadržavanja interfejsa na jednom kanalu – *MaxSwitchTime* (u simulacijama je korišćena vrednost od 50 ms [11]). Promenljivi interfejs promeniće kanal ako postoje paketi u redu čekanja nekog drugog kanala i ispunjen je jedan od sledeća dva slučaja: ① red čekanja trenutnog promenljivog kanala je prazan, ili ② promenljivi interfejs i dalje ima pakete u redu čekanja, ali je istekao *MaxSwitchTime*. Važno je napomenuti da, osim vremena potrebnog za ostvarivanje komunikacije između predajnog i prijemnog čvora, svako prebacivanje radio interfejsa sa jednog na drugi kanal unosi dodatno kašnjenje, *switchingDelay*, koje se ne može zanemariti (u simulacijama je pretpostavljena vrednost od 5 ms [11]).

MCR (*Multi Channel Routing*) [6] protokol rutiranja predstavlja modifikaciju DSR (*Dynamic Source Routing*) [9] protokola, koji zadržava njegove osnovne karakteristike. Međutim, za razliku od DSR protokola, u kontrolnim paketima, osim podataka o adresama čvorova i broju skokova, u okviru MCR protokola prenose se i



podaci o metrici svakog linka, kao i podatak na kom kanalu rade fiksni interfejsi čvorova na putanji. Detaljan opis protokola dat je u poglavlju 3.4.2.

## **5.2. Kratak pregled metrika rutiranja koje su predmet dalje obrade**

Kao što je naglašeno u prethodnom poglavlju, MCR protokol rutiranja može da radi sa bilo kojom metrikom rutiranja. U nastavku je dat kratak pregled metrika koje će biti na dalje analizirane i modifikovane sa ciljem formiranja novih metrika rutiranja koje u obzir uzimaju nivo snage signala na prijemu na svakom pojedinačnom radio linku u *mesh* mreži (detaljan opis korišćenih ETX, WCETT i MIC metrika dat je u poglavljima 4.2.2, 4.2.6 i 4.2.8, respektivno), dok su ovde dati samo ključni detalji na osnovu kojih se metrike definišu.

### **5.2.1. ETX metrika**

ETX (*Expected Transmission Count*) [1] metrika pronalazi putanje sa najmanjim očekivanim brojem transmisija paketa, koje su potrebne da bi se paket uspešno poslao ka odredištu. Čvor koji je inicirao slanje, smatraće da je paket uspešno primljen samo ako dobije potvrđan ACK (*Acknowledgement*). Ako se sa  $p_f$  označi verovatnoća uspešnog prenosa paketa, a sa  $p_r$  verovatnoća uspešnog prijema ACK paketa, verovatnoća uspešnog prenosa jednaka je  $p_f \cdot p_r$ . Na osnovu toga, ETX metrika za link  $XY$ , između čvorova  $X$  i  $Y$ , računa se na sledeći način:

$$ETX_{XY} = \frac{1}{p_f \cdot p_r} \quad (5.1)$$

Metrika putanje  $p$  određena je zbirom ETX metrika svih linkova  $l$  koji je čine, (5.2). Optimalna putanja je putanja sa najmanjom metrikom.

$$ETX_p = \sum_{l \in p} ETX_l \quad (5.2)$$

#### **5.2.1.1. Merenje ETX metrike u okviru MCR protokola rutiranja i HMCP protokola za sloj linka**

S obzirom da kod svih protokola za višekanalne mreže čvorovi periodično generišu kontrolne pakete kojima obaveštavaju susede koji kanal koriste, informacije

potrebne za određivanje ETX metrike biće upisane u njih. Kod HMCP [6] protokola, za prenos tih informacija, koriste se *Hello* paketi za razliku od originalnog predloga definisanog u okviru ETX metrike u kojoj se za tu namenu koriste LPP (*Link Probe Packets*) paketi.

Pošto je u većini višekanalnih protokola broj interfejsa u svakom čvoru manji od broja raspoloživih kanala na kojima mreža može da radi, susedni čvorovi čvora X neće dobiti paket od njega ako nemaju interfejs koji radi na kanalu preko kog je paket poslat. To znači da je merenje *forward* verovatnoće uspešnog prenosa paketa praktično neizvodljivo. Čvor X može da izmeri samo *reverse* verovatnoću uspešnog prijema paketa na osnovu broja *Hello* paketa koje je dobio od svojih suseda. Zbog toga se uvodi pretpostavka da su *forward* i *reverse* verovatnoće iste,  $p_f = p_r = p$ , pa je ETX metrika za link XY:

$$ETX_{XY} = \frac{1}{p} \quad (5.3)$$

### 5.2.2. WCETT – Weighted Cumulative ETT metrika

WCETT (*Weighted Cumulative Expected Transmission Time*) [2] metrika putanje  $p$  koju čine linkovi  $l$  računa se na sledeći način:

$$WCETT_p = (1 - \beta) \cdot \sum_{l \in p} ETT_l + \beta \cdot \max_{1 \leq c \leq k} X_p(c) \quad (5.4)$$

gde je ETT metrika data formulom (5.5),  $k$  je broj kanala na kojima radi mreža, parametar  $X_p(c)$  definisan je formulom (5.6), a  $\beta$  je parametar koji uzima vrednosti između 0 i 1 i kojim se reguliše da li je važnije da metrika bira putanje sa manjim kašnjenjem (prvi), ili da putanja ima manju *intra-flow* interferenciju (drugi sabirak).

Za link XY, za koji se ETX metrika računa po formuli (5.3), ETT (*Expected Transmission Time*) metrika računa se na sledeći način:

$$ETT_{XY} = ETX_{XY} \cdot \frac{S}{B_{XY}} \quad (5.5)$$

$S$  je prosečna veličina paketa, a  $B_{XY}$  maksimalni raspoloživi protok linka XY.

Da bi se u metriku putanje  $p$  uračunao i uticaj *intra-flow* interferencije, za svaki kanal  $c$ , na putanji  $p$ , definiše se  $X_p(c)$ :

$$X_p(c) = \sum_{i \in p} ETT_i, \quad 1 \leq c \leq k \quad (5.6)$$

gde  $i$  predstavlja link na putanji  $p$  koji radi na kanalu  $c$ .

### 5.2.3. MIC – Metric of Interference and Channel switching

MIC (*Metric of Interference and Channel-switching*) [3–5] sastoji se iz dve komponente IRU (*Interference aware Resource Usage*) koja unosi u metriku putanje uticaj *inter-flow* interferencije, i CSC (*Channel Switching Cost*) koja unosi uticaj *intra-flow* interferencije.

Ako su  $X$  i  $Y$  dva čvora na putanji  $p$ , IRU metrika linka  $XY$  koji radi na kanalu  $c$  i definisana je na sledeći način:

$$IRU_{XY}(c) = ETT_{XY}(c) \cdot N_{XY}(c) \quad (5.7)$$

gde je  $ETT_{XY}(c)$  metrika data formulom (5.5), a  $N_{XY}(c)$  ukupan broj čvorova koji stvaraju interferenciju linku  $XY$  na kanalu  $c$ .  $N_{XY}(c)$  računa se:

$$N_{XY}(c) = |N_X(c) \cup N_Y(c)| \quad (5.8)$$

gde su  $N_X(c)$  i  $N_Y(c)$  broj suseda čvorova  $X$  i  $Y$ , respektivno, koji sa njima interferiraju tokom emitovanja na kanalu  $c$ .

Druga komponenta MIC metrike uključuje interferenciju koja potiče od linkova na putanji  $p$  koji rade na istom kanalu (*intra-flow* interferencija). Zasniva se na CSC metrici za čvor  $X$  na putanji  $p$ , i definisana je na sledeći način:

$$CSC_X = \begin{cases} \omega_1, & CH(\text{prev}(X)) \neq CH(X) \\ \omega_2, & CH(\text{prev}(X)) = CH(X) \end{cases} \quad 0 \leq \omega_1 < \omega_2 \quad (5.9)$$

gde je  $\text{prev}(X)$  prethodni čvor čvora  $X$  na putanji  $p$ , a  $CH(X)$  je kanal koji čvor  $X$  koristi za prenos podataka do sledećeg čvora na putanji  $p$ , a  $CH(\text{prev}(X))$  je kanal koji koristi čvor  $\text{prev}(X)$  za prenos podataka do čvora  $X$ . Veza  $\omega_1 < \omega_2$ , izabrana je tako da CSC metrika za čvor  $X$  bude veća ( $\omega_2$ ) kada  $X$  i njemu prethodni čvor na putanji  $\text{prev}(X)$  rade na istom kanalu, a manja ( $\omega_1$ ) kada  $X$  i  $\text{prev}(X)$  rade na različitim kanalima. Na taj način, putanja sa manjom *intra-flow* interferencijom ima manju ukupnu vrednost CSC.

Kombinacijom IRU i CSC definiše se MIC metrika putanje  $p$ :

$$MIC_p = \frac{1}{N_n \cdot ETT_{min}} \sum_{l \in p} IRU_l + \sum_{X \in p} CSC_X \quad (5.10)$$

$N_n$  je broj čvorova u mreži,  $ETT_{min}$  najmanji ETT na putanji,  $l$  predstavlja linkove, a  $X$  čvorove na putanji  $p$ .

### 5.3. Indoor propagacioni model

U cilju povećanja efikasnosti protokola rutiranja, sa stanovišta protoka i kašnjenja u WMN, analizirana je mreža konfigurisana, u *indoor* okruženju, u prizemlju zgrade Elektrotehničkog fakulteta, Univerziteta u Beogradu. *Indoor* propagacioni model predložen u [12], za potrebe analiza i simulacija u okviru ove disertacije, modifikovan je i optimizovan tako da odgovara uslovima *indoor* okruženja koje se analizira.

Model je razvijen za vrlo kompleksno okruženje prizemlja objekta dimenzija 141.7 m × 66.1 m koje je prikazano na slici 5.1. Više od 80 prikazanih prostorija, klasifikovano je u 8 kategorija u zavisnosti od njihove namene. Svaka kategorija prostora, zidovi, prozori i vrata prikazani su različitim bojama. U propagacionom modelu, svakoj kategoriji prostora pridružen je po jedan parametar ( $m_1, m_2, m_3, m_4, m_5, m_6, m_7, m_8$ ) kojim se određuje uticaj određene kategorije prostorije na slabljenje signala kroz nju. Da bi se modeliralo slabljenje kroz zidove (tri različite debljine), prozore i vrata, uvedeni su parametri slabljenja  $L_{w1}, L_{w2}, L_{w3}, L_{win}$  i  $L_d$ , respektivno.

Merenja nivoa snage signala na ulazu u prijemnik u okviru realne mreže realizovane u frekvencijskom opsegu 2.4 GHz izvršena su u 403 merne pozicije, za četiri orijentacije antene [13]. Treba naglasiti da je u daljem proračunu za svaku mernu poziciju uzimana srednja vrednost. Merenje je vršeno za svaki od 8 predajnika, pri čemu je raspored predajnika prikazan na slici 5.1, i dobijeno je 3224 rezultata. U [13] je navedeno da su rezultati merenja u mernim tačkama u kojima odgovarajući predajnik nije bio „radio-vidljiv“ označena sa -100 dBm. Kada se u razmatranje uzmu samo merni rezultati koji podrazumevaju da je u odgovarajućoj mernoj tački predajnik „radio-vidljiv“, preostaje 958 rezultata koji su dalje korišćeni za određivanje parametara modela.



Slika 5.1. Plan prizemlja u zgradi Elektrotehničkog fakulteta.

### 5.3.1. Opis propagacionog modela

Kada se analizira propagacija signala između predajnika i prijemnika, prijemnik može imati direktnu optičku vidljivost (LoS - *Line of Sight*) sa predajnikom ili biti u „senci“ u odnosu na predajnik (NLoS - *Non Line of Sight*). Da bi se odredilo propagaciono slabljenje u NLoS uslovima, potrebno je prvo odrediti slabljenja koja se javljaju prilikom prostiranja signala kroz različite kategorije prostorija, zidova, prozora i vrata. U [12, 14] razmatrana su slabljenja kroz dve kategorije prostorija (obične kancelarijske i specijalne prostorije, npr. liftovi) koje se nalaze na jednom spratu u zgradi. Rezultati u [15] pokazali su da se ostvaruju različita slabljenja prilikom prolaska talasa kroz beton, staklo ili drvo. Zbog toga, za tačno određivanje slabljenja signala u *indoor* okruženju, neophodno je uključiti slabljenja koja unosi propagacija signala prilikom prolaska kroz zidove, prozore i vrata. Kako specifično *indoor* okruženje realne *mesh* mreže koja se posmatra ima više različitih kategorija prostorija, veliki broj zidova, prozora i vrata, izvršena je odgovarajuća modifikacija *indoor* propagacionog modela u skladu sa tim.

#### 5.3.1.1. LoS uslovi propagacije

U LoS slučaju, propagaciono slabljenje između predajnika i prijemnika računa se kao [16]:

$$L_{los} = 20 \log \frac{4\pi}{\lambda} + 10n \log d, \quad \lambda = \frac{c}{f} \quad (5.11)$$

gde je  $f$  radna frekvencija predajnika,  $d$  rastojanje između predajnika i prijemnika,  $c$  brzina svetlosti, a  $n$  parametar koji označava stepen logaritamske povezanosti između propagacionog slabljenja i rastojanja  $d$ . U [16] je pokazano da parametar  $n$  u *indoor* okruženju, u uslovima optičke vidljivosti ima vrednost približno jednaku propagaciji u slobodnom prostoru ( $n=2$ ), pa se formula (5.11) svodi na:

$$L_{los} = 20 \log \frac{4\pi}{\lambda} + 20 \log d = 20 \log \frac{4\pi d}{\lambda} \quad (5.12)$$

Nivo snage signala na ulazu u prijemnik,  $P_r$ , je:

$$P_r = P_t + G_t - L_{los} + G_r \quad (5.13)$$

gde je  $P_t$  snaga signala na izlazu iz predajnika,  $G_t$  i  $G_r$  dobici predajne i prijemne antene, respektivno, a  $L_{los}$  slabljenje izračunato po formuli (5.12).

### 5.3.1.2. NLoS uslovi propagacije

Kada prijemnik nema direktnu optičku vidljivost sa predajnikom (NLoS uslovi propagacije) moraju se uzeti u obzir i dodatna slabljenja. Slabljenja koja nastaju usled prolaska signala kroz različite kategorije prostorija i prepreke treba dodati kao nove komponente slabljenja kod izračunavanja snage signala na ulazu u prijemnik.

U slučaju kada signal prolazi kroz jednu prepreku ( $p=1$ ) treba izračunati komponente slabljenja za dve prostorije. Komponenta slabljenja u prvoj prostoriji (do prepreke) definisana je formulom (5.12). Za definisanje komponente slabljenja kroz drugu prostoriju koristi se sledeća formula [12]:

$$L_{room_2} = m_{room_2} \log \left( 1 + \frac{d_2}{d_1} \right) \quad (5.14)$$

gde  $m_{room_2} \in \{m_1, m_2, \dots, m_8\}$  predstavlja odgovarajući parametar druge prostorije (definisan na slici 5.1),  $d_1$  je rastojanje od predajnika do prepreke koja se nalazi između predajnika i prostorije za koju se računa slabljenje, a  $d_2$  rastojanje od prepreke do prijemnika.

U slučaju da putanja od predajnika do prijemnika prolazi kroz  $p \geq 2$  različitih prepreka (tj. kroz  $p+1$  prostoriju) treba izračunati komponente slabljenja za svaku od prostorija. Komponenta slabljenja u prvoj prostoriji (do prve prepreke) definisana je formulom (5.12). Komponente slabljenja kroz ostale prostorije na putanji računaju se po formuli koja se dobija uopštenjem formule (5.14), za slučaj  $p \geq 2$ :

$$L_{room_i} = m_{room_i} \log \left( 1 + \frac{d_i}{\sum_{j=1}^{i-1} d_j} \right) \quad (5.15)$$

gde je  $L_{room_i}$  komponenta slabljenja prostorije  $i$  ( $i=2, \dots, p+1$ ),  $m_{room_i} \in \{m_1, m_2, \dots, m_8\}$  predstavlja odgovarajući parametar prostorije  $i$  (definisana na slici 5.1),  $d_i$  predstavlja deo putanje kojom signal prolazi kroz prostoriju  $i$ , a  $\sum_{j=1}^{i-1} d_j$  predstavlja rastojanje od predajnika do prostorije  $i$ .

Ukupno slabljenje, u oznaci  $L_{wdw}$ , koje unose prozori, vrata i zidovi na putanji od predajnika do prijemnika, računa se po sledećoj formuli:

$$L_{wdw} = N_{win} L_{win} + N_d L_d + N_{w1} L_{w1} + N_{w2} L_{w2} + N_{w3} L_{w3} \quad (5.16)$$

gde su  $N_{win}$  i  $N_d$  broj prozora i vrata na putanji od predajnika do prijemnika, respektivno,  $N_{w1}$  broj najdebljih zidova na trasi,  $N_{w2}$  broj zidova srednje debljine i  $N_{w3}$  broj najtanjih zidova.  $L_{win}$  i  $L_d$  su parametri slabljenja za prozore i vrata, a  $L_{w1}$ ,  $L_{w2}$ , i  $L_{w3}$  parametri slabljenja za zidove odgovarajućih debljina.

Na osnovu formula (5.14), (5.15) i (5.16), ukupno slabljenje u slučaju NLoS, od prve prepreke, do prijemnika, iznosi:

$$L_{room} = \sum_{i=2}^{p+1} L_{room_i} + L_{wdw} \quad (5.17)$$

Nivo snage signala na ulazu u prijemnik,  $P_r$ , računa se po formuli (5.18) [12]:

$$P_r = P_t + G_t - L_{los} - L_{room} + G_r \quad (5.18)$$

### 5.3.2. Određivanje parametara modela

Parametri prostorija, kao i parametri slabljenja prozora, vrata i zidova, određeni su na osnovu rezultata merenja. Kao što je već spomenuto, odabran je 958 rezultat merenja iz baze [13] i za svaki od njih formirana je jednačina oblika (5.18). Kako je na osnovu rezultata merenja poznat nivo snage signala na prijemu (u svakoj od mernih pozicija koji potiče od svakog od predajnika ponaosob), za svaku mernu poziciju moguće je izvršiti analizu trase između nje i odgovarajućeg predajnika i na taj način odrediti broj prozora, vrata i zidova, i dužine delova trase kojima se signal prostire kroz određene prostorije, moguće je odrediti nepoznate parametre prostorija  $m_1, \dots, m_8$ , kao i parametre slabljenja prozora  $L_{win}$ , vrata  $L_d$  i zidova  $L_{w1}$ ,  $L_{w2}$  i  $L_{w3}$ . Na osnovu svega prethodno rečenog, za svako pojedinačno merenje, moguće je formirati jednačinu oblika:

$$\sum_{i=2}^{p+1} m_{room_i} \log \left( 1 + \frac{d_i}{\sum_{j=1}^{i-1} d_j} \right) + N_{win} L_{win} + N_d L_d + N_{w1} L_{w1} + N_{w2} L_{w2} + N_{w3} L_{w3} = \quad (5.19)$$

$$= P_t + G_t - L_{los} + G_r - P_r$$

Ako se u jednačini (5.19) grupišu koeficijenti uz isti  $m_{room_i} \in \{m_1, m_2, \dots, m_8\}$  dobija se jednačina oblika:

$$a_1 m_1 + \dots + a_8 m_8 + N_{win} L_{win} + N_d L_d + N_{w1} L_{w1} + N_{w2} L_{w2} + N_{w3} L_{w3} = b \quad (5.20)$$

gde je  $b = P_t + G_t - L_{los} + G_r - P_r$ . Kako se na putanji od predajnika do prijemnika može naći više prostorija iste kategorije,  $m_q$  ( $q=1\dots 8$ ), koeficijenti  $a_q$  dobijaju se grupisanjem (sabiranjem) svih logaritamskih članova sa istim parametrom prostorije:

$$a_q = \sum_{i=2}^{p+1} K_i \log \left( 1 + \frac{d_i}{\sum_{j=1}^{i-1} d_j} \right), \quad K_i = \begin{cases} 1, & m_{room_i} = m_q \\ 0, & m_{room_i} \neq m_q \end{cases} \quad (5.21)$$

Treba primetiti da ako duž putanje od predajnika do prijemnika signal ne prolazi kroz neku kategoriju prostorije, za tu kategoriju u sumi (5.21) neće figurisati nijedan član, te će koeficijent  $a_q$  (za tu kategoriju prostorije) biti jednak nuli. Takođe,



ako signal ne prolazi kroz prozore, vrata ili zidove, odgovarajući koeficijent  $N_{win}, N_d, N_{w1}, N_{w2}$  ili  $N_{w3}$  biće nula, te u jednačini (5.20) neće figurisati njima pridruženi parametar slabljenja ( $L_{win}, L_d, L_{w1}, L_{w2}$  ili  $L_{w3}$ ).

Kako je izabrano 958 mernih rezultata, formira se sistem od 958 jednačina oblika (5.20). Da bi se odredili parametri prostorija i slabljenja kroz zidove, prozore i vrata, potrebno je rešiti predimenzionirani sistem jednačina  $S$  koji ima 958 jednačina i 13 nepoznatih:

$$S: \begin{cases} a_{11}m_1 + \dots + a_{18}m_8 + N_{1win}L_{win} + N_{1d}L_d + N_{1w1}L_{w1} + N_{1w2}L_{w2} + N_{1w3}L_{w3} = b_1 \\ \dots \\ a_{9581}m_1 + \dots + a_{9588}m_8 + N_{958win}L_{win} + N_{958d}L_d + N_{958w1}L_{w1} + N_{958w2}L_{w2} + N_{958w3}L_{w3} = b_{958} \end{cases} \quad (5.22)$$

U cilju rešavanja predimenzioniranog sistema jednačina  $S$  neophodno je rešiti  $\binom{958}{13}$  potpunih sistema jednačina [17]. Rešenje svakog potpunog sistema treba zameniti u (5.22) i izabrati rešenje koje daje najmanju srednju kvadratnu grešku. Ovaj način rešavanja sistema jednačina veoma je komplikovan, pa je primenjen drugi način, opisan u nastavku, kojim se dobija rešenje koje daje istu tačnost [17]. Formirana je funkcija:

$$\begin{aligned} \varphi(m_1, \dots, m_8, L_{win}, L_d, L_{w1}, L_{w2}, L_{w3}) = \\ = (a_{11}m_1 + \dots + a_{18}m_8 + N_{win1}L_{win} + N_{d1}L_d + N_{w1}L_{w1} + N_{w2}L_{w2} + N_{w3}L_{w3} - b_1)^2 + \\ \dots \\ + (a_{9581}m_1 + \dots + a_{9588}m_8 + N_{958win}L_{win} + N_{958d}L_d + N_{958w1}L_{w1} + N_{958w2}L_{w2} + N_{958w3}L_{w3} - b_{958})^2 \end{aligned} \quad (5.23)$$

Izračunati su parcijalni izvodi funkcije  $\varphi(m_1, m_2, \dots, m_8, L_{win}, L_d, L_{w1}, L_{w2}, L_{w3})$  po svim promenljivim (parametrima prostorija  $m_1, \dots, m_8$  i parametrima slabljenja  $L_{win}, L_d, L_{w1}, L_{w2}, L_{w3}$ ). U cilju dobijanja parametara koji daju najmanju srednju kvadratnu grešku, određeni su minimumi ovako dobijenih parcijalnih izvoda. Na ovaj način dobijen je sistem od 13 jednačina sa 13 nepoznatih koji daje jednoznačno rešenje. Vrednosti parametara *indoor* propagacionog modela date su u tabeli 5.1. Postupak dobijanja parametara implementiran je korišćenjem programskog paketa MatLab [18].

Treba primetiti da parametri  $m_3$  i  $m_4$  u tabeli 5.1 nemaju standardne vrednosti. Parametar  $m_3$  vezuje se za propagaciju signala kroz dugačke hodnike za koje je karakterističan efekat vođenja talasa, tzv. „tunel efekat“ [19]. Zbog toga, snaga signala

manje slabi kada prolazi kroz hodnike nego kroz ostale kategorije prostorija. Parametar  $m_4$  vezan je za propagaciju signala kroz lift, koji predstavlja zatvorenu metalnu strukturu sa velikim slabljenjem signala, i zato je vrednost parametra  $m_4$  značajno veća od ostalih kategorija prostorija.

*Tabela 5.1. Vrednosti parametara indoor propagacionog modela.*

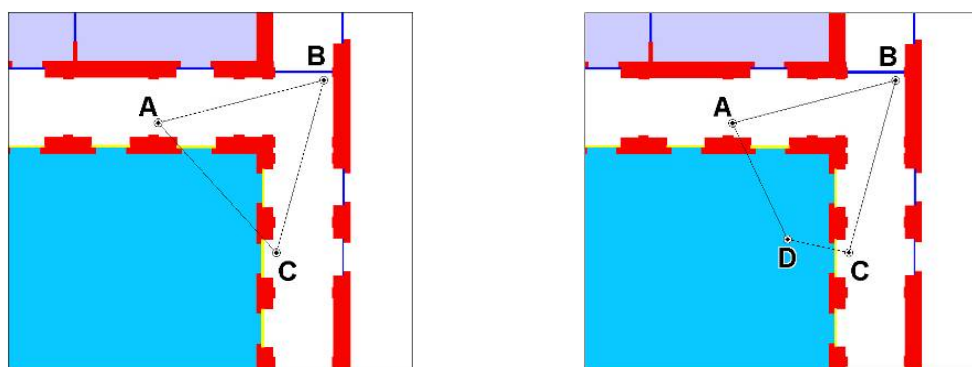
Parametar	$m_1$	$m_2$	$m_3$	$m_4$	$m_5$	$m_6$	$m_7$
Vrednost	24.3	20.1	7.4	296.9	33.8	10.1	13.3
Parametar	$m_8$	$L_{w1}$	$L_{w2}$	$L_{w3}$	$L_{win}$	$L_d$	
Vrednost	24.4	14.2	7.1	3.5	5.8	6.5	

## 5.4. Opis predloženih novih metrika rutiranja

Kao što je već objašnjeno u poglavlju 5.2, ETX metrika pronalazi putanje sa najmanjim očekivanim brojem transmisija paketa, koje su potrebne da bi se paket uspešno poslao ka odredištu. Kada se računa ETX metrika za neki link, za njega se određuje verovatnoća uspešnog prenosa paketa tokom određenog vremenskog perioda. Međutim, kako protok na pojedinačnim linkovima zavisi od trenutnog saobraćajnog opterećenja u kompletnoj mreži, verovatnoća uspešnog prenosa paketa može značajno da osciluje tokom vremena. Može se desiti da usled različitih uticaja na stanje linka (npr. gubitak LoS uslova između predajnika i prijemnika, promena položaja prepreka, i sl.), jedan isti link u jednom trenutku ima malu, a u nekom drugom trenutku veliku verovatnoću gubitka paketa. Do ove pojave dolazi usled brzih promena u kvalitetu linka tokom vremena, koje su posebno izražene u *indoor* okruženju, gde veliki uticaj na propagaciju signala ima sama struktura objekta kroz koji se signal prostire između bežičnih čvorova u mreži.

Može se dogoditi da linkovi na trasama iste dužine, koji se prostiru kroz prostorije različitih kategorija, ostvaruju različite protoke, tako da se ne mogu tretirati na isti način. Neka se posmatraju tri međusobno susedna čvora, A, B i C koji se nalaze na istom fizičkom rastojanju i nalaze se u istoj vrsti prostorije (npr. hodniku), kao na slici 5.2a. Može se dogoditi da prepreke duž linka A – C toliko oslabe signal, da se direktnom putanjom A – C ostvaruje manji protok, nego putanjom A – B – C koja se sastoji od dva hopa (slika 5.2a).

Kada se vrši izbor putanje, a na raspolaganju je više putanja sa istim brojem skokova, takođe, treba razmatrati kojim putanjama se obezbeđuje veći protok signala. Neka je potrebno poslati paket od čvora A do čvora C, i neka je raspored čvorova A, B, C i D, prikazan na slici 5.2b. Putanje A – B – C i A – D – C sastoje se od po dva hopa, ali imaju različite kvalitete linkova zbog dodatnih slabljenja koje unose prepreke na trasi A – D – C. U ovom slučaju, može se desiti da protok po putanji A – D – C bude manji nego po putanji A – B – C. Ovakve i slične situacije treba uzeti u obzir prilikom formiranja efikasne metrike rutiranja.



Slika 5.2. Primer sa a) tri čvora i b) četiri čvora.

Za potrebe simulacije i analize različitih metrika, dodatna slabljenja koja unose prepreke između čvorova mogu se preciznije predvideti realnim *indoor* propagacionim modelima. Na taj način, u simulacijama informacija o kvalitetu radio linka može se preciznije kvantifikovati nivoom signala na ulazu u prijemnik. U okviru ovog poglavlja za predikciju nivoa snage signala na ulazu u prijemnik korišćen je propagacioni model opisan u prethodnom poglavlju.

Na osnovu nivoa snage signala na ulazu u prijemnik, linkovi su klasifikovani u osam kategorija. Svakoj kategoriji dodeljen je koeficijent  $a_i$  (tabela 5.2), pri čemu između koeficijenata  $a_i$  postoji sledeća relacija [11]:

$$a_0 < a_1 < \dots < a_7 \quad (5.24)$$

Na osnovu relacije (5.24), linkovima kod kojih je snaga signala na prijemu manja dodeljuje se veći koeficijent, a linkovima na kojima je snaga signala na prijemu veća dodeljuje se manji koeficijent. Simulacije su pokazale da odabir vrednosti koeficijenta ne utiče značajno na performanse mreže, već je bitno da se zadrži

međusobni odnos koeficijenata definisan izrazom (5.24) kako bi se kasnije, u metrici favorizovali linkovi sa većim nivoom snage signala na prijemu.

U simulaciji za koeficijente  $a_i$  uzete su vrednosti:  $a_0=0.4$ ,  $a_1=0.5$ , ...,  $a_7=1.1$ . Podela je izvršena za vrednosti u opsegu od -81 dBm do -45 dBm (što odgovara parametrima korišćene opreme u mreži u kojoj su sprovedena merenja i na osnovu kojih je formiran propagacioni model). Kako bi se odredile optimalne vrednosti koeficijenata  $a_i$  izvršene su simulacije, čiji su ulazni parametri opisani u poglavlju 5.5.1, za različite širine intervala (nivoa snage na ulazu u prijemnik) kojima se dodeljuje jedna vrednost koeficijenta  $a_i$ . Poređenjem rezultata simulacija, došlo se do zaključka da je optimalno rešenje da intervali budu širine 5 dB. Ako su intervali veće širine, ne dobija se dovoljno precizna i fina klasifikacija linkova, a u suprotnom, sužavanje intervala ne donosi značajne promene po pitanju efikasnosti protokola rutiranja koji koristi novu metriku.

*Tabela 5.2. Vrednosti koeficijenata u zavisnosti od nivoa snage na ulazu u prijemnik.*

Interval [dBm]	Koeficijent $a_i$	Interval [dBm]	Koeficijent $a_i$
[- 81, -75)	$a_7$	[- 60, -55)	$a_3$
[- 75, -70)	$a_6$	[- 55, -50)	$a_2$
[- 70, -65)	$a_5$	[- 50, -45)	$a_1$
[- 65, -60)	$a_4$	$\geq -45$	$a_0$

Uvedena metrika, u oznaci  $powerETX$ , koja se dodeljuje svakom linku predstavlja modifikaciju ETX metrike i računa se po formuli [11]:

$$powerETX_{XY} = a_{XY} \cdot ETX_{XY} \quad (5.25)$$

gde je  $a_{XY}$  koeficijent, definisan tabelom 5.2, za link  $XY$ , a  $ETX$  metrika tog linka data formulom (5.3). Ako se posmatraju dva linka sa istim  $ETX$ , bolji link biće onaj koji u tom trenutku ima veći nivo snage signala na prijemu.

$PowerETX$  metrika putanje  $p$ , koja se sastoji od linkova  $l$ , određena je formulom (5.26). Optimalna putanja je putanja koja ima najmanju metriku.

$$powerETX_p = \sum_{l \in p} powerETX_{XY} \quad (5.26)$$

Osim toga, princip zasnovan na  $powerETX$  metrici primenjen je i na prethodno opisane metrike WCETT i MIC. Na taj način formirane su  $powerWCETT$  i  $powerMIC$  metrike (date formulama (5.27) i (5.29), respektivno).

$$powerWCETT_p = (1 - \beta) \cdot \sum_{l \in p} powerETT_l + \beta \cdot \max_{1 \leq c \leq k} X_p(c) \quad (5.27)$$

gde je  $\beta$  parametar koji uzima vrednosti između 0 i 1,  $k$  broj kanala na kojima radi mreža,  $X_p(c)$  definisano formulom (5.6), dok se  $powerETT$  metrika za link  $XY$  računa na osnovu  $powerETX$  metrike za link  $XY$  i formule (5.5), na sledeći način:

$$powerETT_{XY} = powerETX_{XY} \cdot \frac{S}{B_{XY}} \quad (5.28)$$

gde je  $S$  prosečna veličina paketa, a  $B_{XY}$  maksimalni raspoloživi protok linka  $XY$ .

$PowerMIC$  metrika definisana je formulom (5.29):

$$powerMIC_p = \frac{1}{N_n \cdot powerETT_{\min}} \sum_{l \in p} powerIRU_l + \sum_{X \in p} CSC_X \quad (5.29)$$

pri čemu je  $N_n$  broj čvorova u mreži,  $powerETT_{\min}$  najmanji  $powerETT$  na putanji  $p$ ,  $CSC$  metrika definisana formulom (5.9), dok se  $powerIRU$  računa na sledeći način:

$$powerIRU_{XY}(c) = powerETT_{XY}(c) \cdot N_{XY}(c) \quad (5.30)$$

gde je  $powerETT$  metrika za link  $XY$  definisana formulom (5.28), a  $N_{XY}(c)$  dato formulom (5.8).

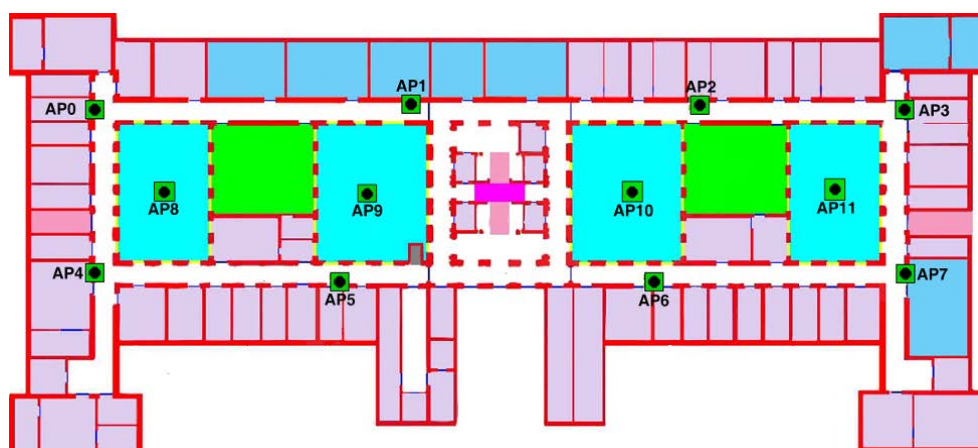
## 5.5. Rezultati simulacija i poredenje sa postojećim metrikama

Sa ciljem ispitivanja efikasnosti predloženih novih metrika sa stanovišta ostvarenog protoka i kašnjenja u mreži, izvršene su simulacije u mrežnom simulatoru GlomoSim [10]. Za potrebe modelovanja *mesh* mreže, u simulatoru su implementirani: HMCP protokol za sloj linka, MCR protokol rutiranja, *indoor* propagacioni model (opisan u poglavlju 5.3), postojeće metrike: ETX, WCETT i MIC, kao i sve tri novopredložene metrike:  $powerETX$ ,  $powerWCETT$  i  $powerMIC$ .

### 5.5.1. Opis simulacija i ulaznih podataka za simulacije

Za simulaciju mreže korišćen je GlomoSim simulator. Da bi mreža bila optimizovana za bežični pristup Internetu, bilo je potrebno definisati broj čvorova i njihov raspored u mreži. Za tu namenu, korišćena je mreža, prikazana na slici 5.3, koja se sastoji od 12 statičnih čvorova raspoređenih na prostoru dimenzija  $141.7 \text{ m} \times 66.1 \text{ m}$

tako da ostvaruju optimalno radio pokrivanje u *indoor* okruženju. Pretpostavljeno je da svi čvorovi u mreži imaju po dva IEEE 802.11b radio interfejsa i svaki od interfejsa može biti konfigurisan da radi na jednom od tri nepreklapajuća kanala, kako je definisano 802.11b standardom. Za simulacije u mreži korišćen je IEEE 802.11b standard jer on ostvaruje bolju pokrivenost u *indoor* uslovima propagacije od ostalih 802.11 standarda. Jedan interfejs (fiksni) koristi jedan kanal kao fiksni kanal, dok se drugi interfejs (promenljivi) prebacuje na jedan od dva preostala kanala, na način kako je to opisano u HMCP i MCR protokolima u okviru poglavlja 3.4.2.



*Slika 5.3. Raspored čvorova korišćenih za simulaciju mreže.*

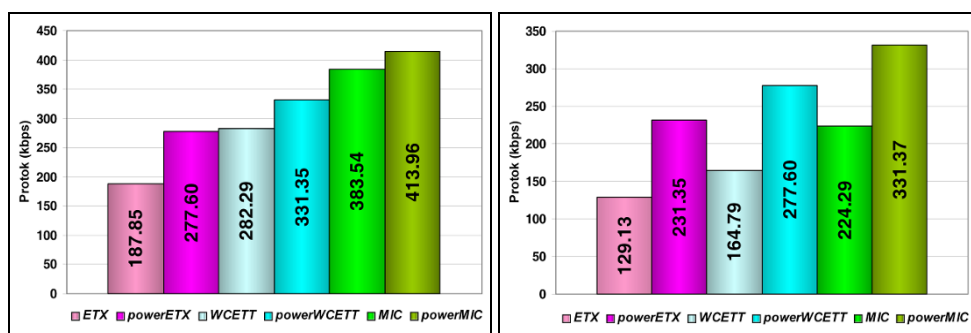
Maksimalni raspoloživi protok svih linkova je 2 Mbps. U okviru svake simulacije generisan je FTP (*File Transfer Protocol*) saobraćaj. Za svaki par predajnik-prijemnik izvršena je jedna simulacija. S obzirom da u mreži ima 12 čvorova, postoji  $132=12 \cdot 11$  parova predajnik-prijemnik. Kako je implementirano šest metrika: ETX, WCETT, MIC, *powerETX*, *powerWCETT* i *powerMIC*, simulacije su puštane  $792=6 \cdot 132$  puta. Samo jedan TCP (*Transmission Control Protocol*) prenos podataka bio je aktivan u svakoj simulaciji pri čemu je trajanje jedne simulacije 100 s.

### **5.5.2. Uporedna analiza metrika po ostvarenom protoku i kašnjenju u mreži**

Metrike su međusobno upoređene po pitanju ostvarenog protoka korisničkih podataka, kao i srednjeg kašnjenja s kraja na kraj (*average end-to-end delay*) kroz mrežu. Simulacije su pokazale da protok i srednje kašnjenje s kraja na kraj (u daljem

tekstu kašnjenje), ostvareni preko direktnih putanja (putanja dužine jedan hop), daju iste rezultate kod svih primenjenih metrika.

Na slici 5.4a prikazane su medijane protoka koje se ostvaruju kada se u obzir uzimaju i direktne putanje (putanje dužine jedan hop). Vidi se da *powerETX* metrika ima medijanu protoka 277.60 kbps što je 47% bolje od medijane protoka kada se primenjuje ETX metrika (187.85 kbps). Medijana protoka primenom *powerWCETT* metrike 17% je veća nego primenom WCETT, dok su rezultati primenom *powerMIC* metrike bolji za 8% nego primenom MIC metrike.



Slika 5.4. Medijane protoka svih šest metrika a) kada su u obzir uzete i direktne putanje, b) kada nisu u obzir uzete direktne putanje.

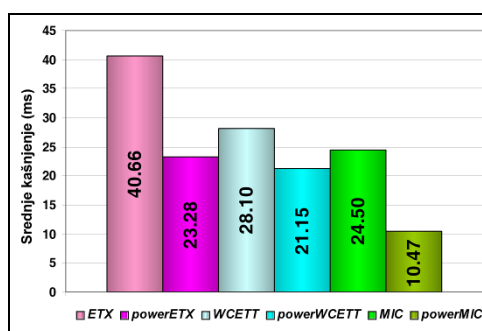
Kao što je već naglašeno, kada su selektovane direktne putanje, rezultati su isti za sve metrike, te su, da bi se bolje videlo poboljšanje po pitanju protoka kod svake predložene nove metrike, na slici 5.4b prikazane medijane protoka koje u razmatranje ne uključuju direktne putanje. Rezultati su pokazali da je medijana protoka *powerETX* metrike 231.35 kbps, što je za 78% bolje nego medijana protoka ostvarena korišćenjem ETX metrike. Kada se posmatraju rezultati primenom *powerWCETT* ona daje medijanu protoka 277.60 kbps, što je 68% bolje nego primenom WCETT. Konačno, *powerMIC* metrika daje medijanu protoka 331.37 kbps, što je 47% bolje nego korišćenjem MIC.

Simulacije su pokazale da sve metrike daju bolje rezultate kada se uključiti predložena modifikacija. To se moglo i očekivati jer nove metrike biraju putanje koje se sastoje od linkova sa većim nivoom snage na ulazu u prijemnik i za očekivati je da je preko njih moguće ostvariti veći protok. Dobitak usled modifikacije najveći je kod *powerETX*, dok je kod *powerWCETT* i *powerMIC* manji. To se može objasniti činjenicom da *powerWCETT* i *powerMIC* metrike u obzir uzimaju i druge parametre u

cilju poboljšavanja ETX metrike (npr. *inter-flow* i *intra-flow* interferenciju). Osim toga što su primenjenom modifikacijom dobijeni bolji rezultati, važno je napomenuti i da je uvođenje novih metrika jednostavno, uz vrlo male softverske i bez hardverskih izmena u praktičnoj realizaciji mreže.

Kada se analizira ostvareni protok kod originalnih metrika (slika 5.4b), najbolje rezultate daje MIC metrika, 36% bolje od WCETT, dok WCETT daje 27% bolje protoke od ETX metrike. Ista relacija postoji i između novih metrika: *powerMIC* daje 19% bolje rezultate nego *powerWCETT*, a *powerWCETT* 20% bolje nego *powerETX*. To se i očekivalo jer je WCETT metrika definisana za mreže koje rade na više kanala, tj. u cenu putanje uključuje uticaj rada linkova na različitim kanalima, što ETX metrika ne radi. Kod MIC metrike u metriku putanje uračunava se uticaj i *inter-flow* i *intra-flow* interferencije, pa se postižu najbolji rezultati.

Osim protoka, metrike su upoređene i po ostvarenom srednjem kašnjenju s kraja na kraj, što je ilustrovano na slici 5.5. Kada se upoređuje kašnjenje za svaki par metrika (jedna originalna i odgovarajuća nova), nove metrike daju manja kašnjenja od originalnih. Rezultati pokazuju da se primenom *powerETX* metrike ostvaruje 42.5% manje kašnjenje nego primenom ETX metrike. *PowerWCETT* daje 24.7% manje kašnjenje nego WCETT, a *powerMIC* 57.2% manje nego MIC.



Slika 5.5. Srednje kašnjenje s kraja na kraj za svih šest metrika kada nisu u obzir uzete direktne putanje.

### 5.5.3. Uporedna analiza metrika po ostvarenom protoku i kašnjenju u mreži u zavisnosti od dužine selektovane putanje

Da bi se metrike analizirale u zavisnosti od dužine selektovane putanje, u tabeli 5.3 date su vrednosti minimalnih i maksimalnih protoka za svaku od šest metrika u

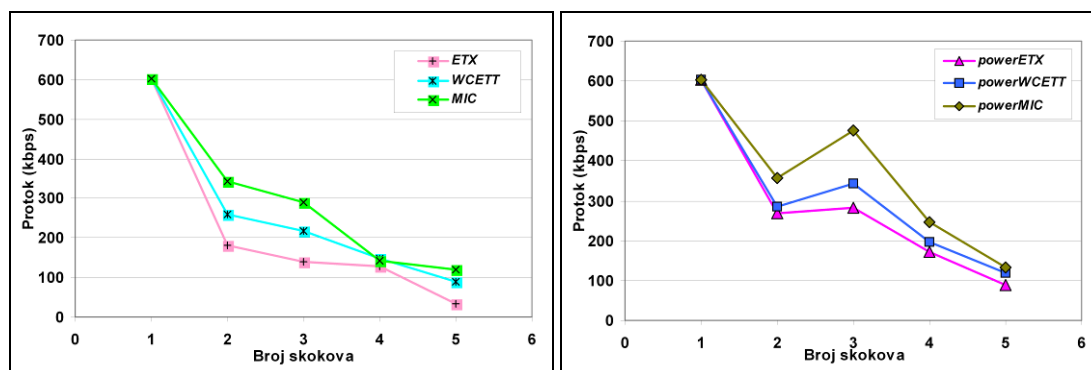


zavisnosti od dužine putanje. Za direktne putanje (*hop count* = 1) minimalni i maksimalni protoci su 49 kbps i 1079.3 kbps, respektivno, za svih šest metrika. Osim toga, na slikama 5.6 - 5.8 dati su grafici zavisnosti medijane protoka od dužine putanje (broja skokova). Kao što je već napomenuto, rezultati za direktne putanje isti su kod svih primenjenih metrika, što se jasno vidi iz tabele 5.3 i sa slika 5.6 - 5.8.

*Tabela 5.3. Vrednosti minimalnih i maksimalnih protoka u zavisnosti od dužine putanje.*

Broj skokova	1		2		3		4		5	
Metrika	Min (kbps)	Max (kbps)	Min (kbps)	Max (kbps)	Min (kbps)	Max (kbps)	Min (kbps)	Max (kbps)	Min (kbps)	Max (kbps)
<i>ETX</i>	49.0	1079.3	21.3	698.1	20.4	375.3	19.4	290.9	18.3	39.2
<i>powerETX</i>			29.3	816.7	67.4	531.5	20.4	290.9	19.5	191.5
<i>WCETT</i>			31.4	552.8	23.9	356.6	20.4	290.9	19.3	168.9
<i>powerWCETT</i>			31.4	668.8	75.6	997.9	47.7	671.2	37.3	322.6
<i>MIC</i>			33.4	739.9	30.5	722.1	27.6	171.1	21.5	126.2
<i>powerMIC</i>			42.8	822.3	83.7	850.6	50.9	385.6	42.9	139.3

Na slici 5.6a data je uporedna analiza protoka u zavisnosti od dužine putanje kod tri originalne metrike, *ETX*, *WCETT* i *MIC*. Vidi se da kod sve tri metrike sa porastom broja skokova protok opada monotono. Takođe, može se primetiti da nezavisno od broja skokova *MIC* metrika daje bolje rezultate od *WCETT*, a *WCETT* bolje od *ETX* metrike. To je u skladu sa analizom metrika (datom u glavi 4), jer *MIC* metrika u odabir optimalne putanje uključuje uticaj i *inter* i *intra-flow* interferencije, dok *WCETT* unapređuje *ETX* metriku uvođenjem različitih kanala u metriku putanje.



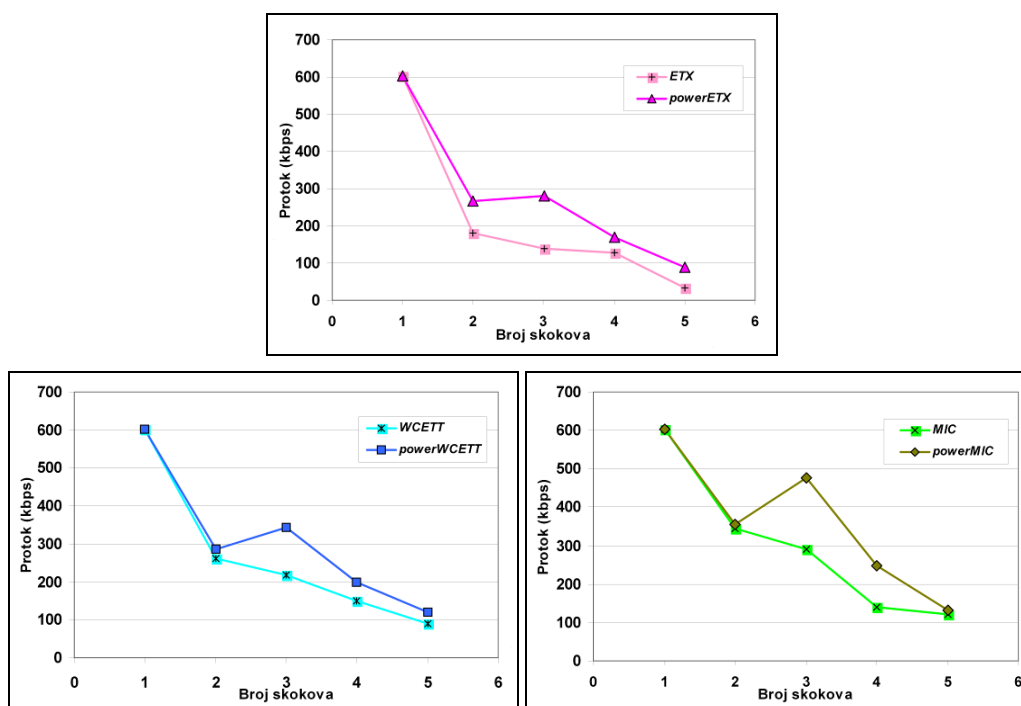
*Slika 5.6. Medijane protoka za a) originalne metrike, b) predložene nove metrike.*

Na slici 5.6b data je uporedna analiza protoka u zavisnosti od dužine putanje kod predloženih metrika, *powerETX*, *powerWCETT* i *powerMIC*. Vidi se da i

predložene metrike zadržavaju istu međusobnu relaciju kao originalne, *powerMIC* metrika daje najbolje rezultate nezavisno od broja skokova, *powerWCETT* daje nešto lošije, dok *powerETX* metrika daje najlošije rezultate.

Za razliku od originalnih metrika, protok kod novih metrika manji je za putanje sa dva nego kod putanja sa tri skoka. Naime, kako se analizirana mreža nalazi u veoma kompleksnom *indoor* okruženju (prizemlju zgrade Elektrotehničkog fakulteta sa više od 80 prostorija koje su klasifikovane u različite kategorije kako je opisano u poglavlju 5.3) na njega utiče veliki broj različitih propagacionih efekata, od kojih je najizraženiji tunel efekat duž hodnika. Zbog toga, kada su analizirane selektovane putanje, primećeno je da se, ne u malom broju slučajeva, veza uspostavila između dva čvora između kojih postoji izrazita prepreka (na primer: debeli zid). Osim toga, utvrđeno je da je u tim slučajevima efikasnije uspostaviti vezu korišćenjem većeg broja linkova i na neki način zaobići fizičku prepreku. Implementacijom na ovaj način koncipiranih metrika rutiranja obezbeđuje se veći protok iako se koristi veći broj linkova.

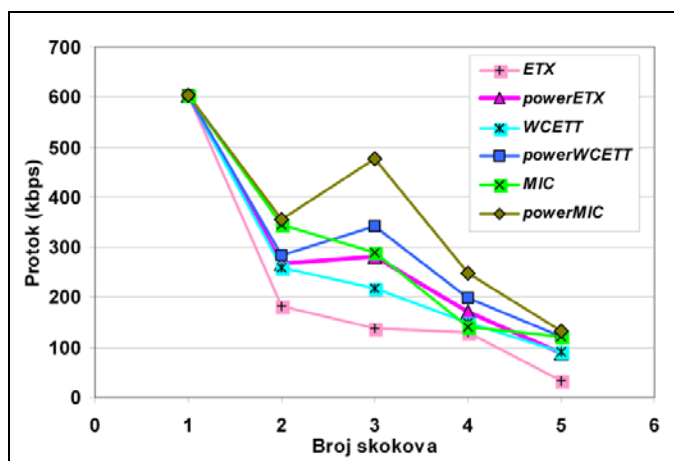
Osim međusobne analize originalnih, kao i međusobne analize predloženih metrika, izvršena je i uporedna analiza za parove metrika *ETX* i *powerETX*, *WCETT* i *powerWCETT*, *MIC* i *powerMIC*, što je dato na slikama 5.7a, 5.7b i 5.7c, respektivno.



Slika 5.7. Medijane protoka za a) *ETX* i *powerETX*,  
b) *WCETT* i *powerWCETT*, c) *MIC* i *powerMIC*.

Vidi se da su ostvareni protoci koji se postižu u mreži primenom novih metrika veći nego kod originalnih nezavisno od broja skokova.

Konačno, na slici 5.8. dat je zbirni prikaz ostvarenog protoka u zavisnosti od dužine putanje kod svih šest metrika, na osnovu kog se vidi da *powerMIC* metrika daje najbolje rezultate nezavisno od dužine putanje.



Slika 5.8. Medijane protoka za svih šest metrika u zavisnosti od broja skokova.

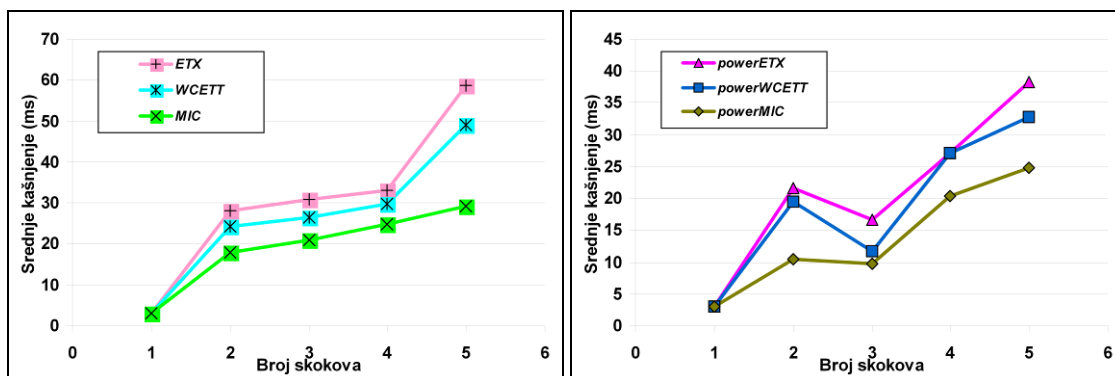
Do sličnih zaključka može se doći i analizom minimalnih i maksimalnih (tabela 5.4) i srednjih (slike 5.9 - 5.11.) vrednosti kašnjenja u mreži u zavisnosti od broja skokova selektovane putanje. Za direktne putanje (*hop count* = 1) minimalna i maksimalna kašnjenja su 1.31 ms i 8.92 ms, respektivno, za svih šest metrika.

Tabela 5.4. Vrednosti minimalnih i maksimalnih kašnjenja u zavisnosti od dužine putanje.

Broj skokova	1		2		3		4		5	
	Min (ms)	Max (ms)	Min (ms)	Max (ms)	Min (ms)	Max (ms)	Min (ms)	Max (ms)	Min (ms)	Max (ms)
ETX	1.31	8.92	4.74	74.65	5.00	99.65	8.66	59.00	57.24	59.26
powerETX			3.21	50.84	3.86	49.58	8.52	59.00	11.7	55.29
WCETT			3.68	56.16	5.4	54.4	8.66	58.9	32.12	68.83
powerWCETT			3.20	43.16	3.88	47.83	9.83	53.26	11.15	55.29
MIC			3.64	50.16	3.99	54.4	10.13	62.84	6.09	52.44
powerMIC			3.12	45.65	2.24	42.85	7.32	36.84	6.09	43.09

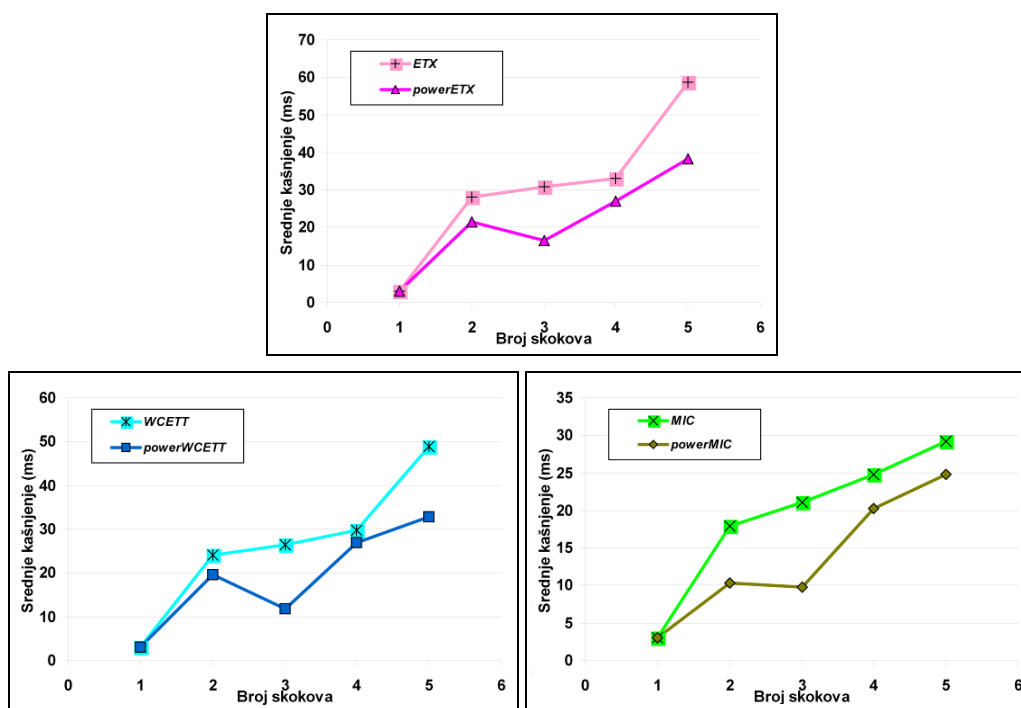
Kod sve tri originalne metrike sa porastom broja skokova monotono raste kašnjenje, slika 5.9a. Međutim, i po pitanju kašnjenja kod novih metrika, putanje dužine

dva skoka imaju veće kašnjenje od putanja dužine tri skoka, što je ilustrovano na slici 5.9b, a objašnjenje dato u prethodnom tekstu.



Slika 5.9. Srednja kašnjenja za a) originalne metrike, b) predložene nove metrike.

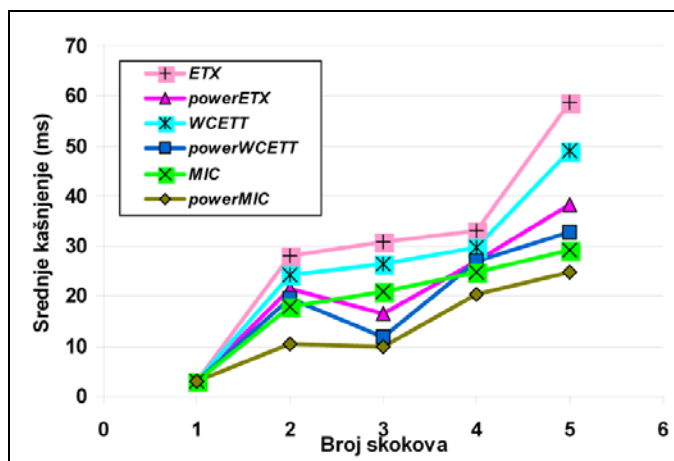
Uporednom analizom kašnjenja u funkciji broja skokova na selektovanoj putanji za parove metrika *ETX* i *powerETX*, *WCETT* i *powerWCETT*, *MIC* i *powerMIC* što je ilustrovano na slikama 5.10a, 5.10b i 5.10c, respektivno.



Slika 5.10 Srednje kašnjenje za a) *ETX* i *powerETX*,  
 b) *WCETT* i *powerWCETT*, c) *MIC* i *powerMIC*.

Vidi se da su ostvarena kašnjenja u mreži primenom novih metrika manja nego kod odgovarajućih originalnih, nezavisno od broja skokova.

Konačno, na slici 5.11 dat je zbirni prikaz srednjih kašnjenja u zavisnosti od broja skokova za svih šest metrika. Isto kao kod analize protoka, i analiza kašnjenja pokazuje da se *powerMIC* metrikom ostvaruju najbolji rezultati.



Slika 5.11. Srednja kašnjenja za svih šest metrika u zavisnosti od broja skokova.

## 5.6. Zaključak

U ovoj glavi analiziran je problem pronalaženja optimalne putanje u bežičnim *mesh* mrežama. Opisane su tri nove metrike rutiranja koje imaju za cilj da poboljšaju postojeće metrike rutiranja sa stanovišta povećanja protoka korisničkih podataka i smanjenja kašnjenja kroz mrežu.

Predložene metrike imaju za cilj da prate brze promene koje se dešavaju na svakom linku pojedinačno. Za tu potrebu, iskorišćena je činjenica da svaki čvor u mreži ima podatak o nivou snage signala koji prima u komunikaciji sa njemu susednim čvorovima. Na osnovu tog podatka, linkovi su podeljeni u kategorije i svakoj kategoriji dodeljen je odgovarajući koeficijent skaliranja. Prethodno određeni koeficijent uzima se u obzir prilikom kreiranja metrike linka.

Da bi se ispitala efikasnost metrike rutiranja, neophodno je u simulacijama što preciznije odrediti nivo snage signala na prijemu u svakom od čvorova *mesh* mreže prilikom prijema podataka od njemu susednih čvorova. Iz tog razloga, za potrebe simulacija, izvršena je modifikacija i optimizacija ranije predloženog *indoor* propagacionog modela, kako bi model bio prilagođen uslovima *indoor* okruženja koje se analizira. Modifikovani *indoor* propagacioni model uključio je više različitih

kategorija prostorija, i dodatna slabljenja do kojih dolazi usled prolaska signala kroz vrata i prozore. Parametri modifikovanog propagacionog modela određeni su na osnovu rezultata merenja sprovedenih na realnoj bežičnoj mreži na Elektrotehničkom fakultetu u Beogradu koja je realizovana u frekvencijskom opsegu 2.4 GHz.

Predložene su tri nove metrike *powerETX*, *powerWCETT* i *powerMIC* metrika koje zadržavaju sve osobine originalnih metrika, a pored toga u njih se uključuju i prednosti koje unosi prethodno opisana modifikacija.

Metrike su međusobno upoređene po pitanju protoka korisničkih podataka i kašnjenja kroz mrežu. Upoređena je svaka nova predložena metrika pojedinačno sa svojom odgovarajućom originalnom metrikom. Utvrđeno je da se uvođenjem novog parametra koji zavisi od nivoa signala na ulazu u prijemnik na svakom pojedinačnom linku ostvaruje poboljšanje po pitanju protoka i kašnjenja kod svake od predloženih metrika. Rezultati analize protoka pokazali su da se *powerETX* metrikom unosi poboljšanje od 78% u odnosu na ETX metriku, *powerWCETT* poboljšanje od 68% u odnosu na WCETT, a *powerMIC* 47% u odnosu na MIC. Osim toga, kašnjenje korišćenjem *powerETX* metrike je 42.5% manje nego ETX, *powerWCETT* 24.7% manje nego korišćenjem WCETT, a *powerMIC* 57.2% manje nego korišćenjem originalne MIC metrike. Dobitak u poboljšanju protoka i srednjeg kašnjenja koji unose *powerMIC* i *powerWCETT* procentualno je manji jer ove metrike uzimaju u obzir i druge parametre u cilju poboljšavanja ETX metrike. Konačno, može se zaključiti da *powerMIC* metrika daje najbolje rezultate i po pitanju protoka i kašnjenja u mreži.

Osim što ovako uvedene metrike daju bolje rezultate po pitanju protoka i kašnjenja u mreži, njihova implementacija u realnoj mreži ne zahteva dodatan hardver, a softverske izmene su minimalne. Merenje nivoa snage signala u realnim mrežama moguće je sprovoditi u prijemniku. Na osnovu poznate vrednosti nivoa snage signala jednostavno se određuje parametar kojim se modeluju brze promene u svakom linku, i uračunava u metriku. Na taj način dobija se efikasnija metrika za izbor optimalne putanje od izvora do odredišta bez velikih troškova i ulaganja u mrežu, što je velika prednost uvedene modifikacije. Ovakav pristup određivanju optimalne putanje i rutiranju može biti koristan dizajnerima bežičnih *mesh* mreža.

## **Literatura:**

- [1] S.J. De Couto, D. Aguayo, J. Bicket, R. Morris. A high-throughput path metric for multi-hop wireless routing. *Wireless Networks*, 11(4), 419–434, 2005.
- [2] R. Draves, J. Padhye, B. Zill. Routing in Multi-Radio, Multi-Hop Wireless Mesh Networks. *Proceedings of ACM International Conference on Mobile Computing and Networking*, pp:114-128, Septembar 2004.
- [3] Y. Yang, J. Wang, R. Kravets. Load-balanced Routing for Mesh Networks. *ACM SIGMOBILE Mobile Computing and Communications review*, 10(4): 3-5, 2006.
- [4] Y. Yang, J. Wang, R. Kravets. Designing routing metrics for mesh networks. *Proceedings of IEEE Wireless Mesh Networks*, Septembar 2005.
- [5] Y. Yang, J. Wang, R. Kravets. Interference-aware Load Balancing for Multihop Wireless Networks, Tech. Rep. UIUCDCS-R- 2005-2526, Department of Computer Science, University of Illinois at Urbana-Champaign, 2005.
- [6] P. Kyasanur, J. So, C. Chereddi, N. H. Vaidya. Multi Channel Mesh Networks: Challenges and Protocols. (invited paper) *IEEE Wireless Communications Magazine*, 13(2): 30–36, 2006.
- [7] P. Kyasanur, N. Vaidya. Routing and interface assignment in Multi Channel Multi Interface Wireless Networks. *Proceedings of IEEE Wireless Communications and Networking Conference*, vol. 4, pp: 2051 – 2056, Mart 2005.
- [8] P. Kyasanur, N. H. Vaidya. Routing and link-layer protocols for multi-channel multi-interface ad hoc wireless networks, *ACM Mobile Computing and Communications review*, 10(1): 31 – 43, 2006.
- [9] D. Johnson. The Dynamic Source Routing Protocol for Mobile Ad Hoc Networks for IPv4. RFC 4728, *Microsoft Research*, Februar 2007.
- [10] GlomoSim simulator: <http://pcl.cs.ucla.edu/projects/domains/glomosim.htm>
- [11] **M. Malnar, N. Neskovic, A. Neskovic. Novel power-based routing metrics for multi-channel multi-interface wireless mesh networks. *Wireless Networks*, 20(1):41-51, 2014.**
- [12] D. J. Y. Lee, W. C. Y. Lee. Propagation Prediction in and Through Buildings. *IEEE Transactions on Vehicular Technology*. 49(5): 1529 – 1533, 2000.

- [13] M. Borenovic, A. Neskovic. *Indoor georeferenced RSSI database*. Available online at: <http://telekomunikacije.etf.rs/research/wlanpositioning/rssiDatabase.zip>
- [14] W. C. Y. Lee, D. J. Y. Lee. In building Prediction, *Proceedings of IEEE International Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications*, vol 3, pp: 771 – 775, Oktobar 1996.
- [15] Y. E. Mohammed, A. S. Abdallah, Y. A. Liu. Characterization of indoor penetration loss at ISM band. *Proceedings of Asia-Pacific Conference on Environmental Electromagnetic*, pp. 25–28, Novembar 2003.
- [16] C. Perez-Vega, J. L. Garcia, J. M. L. Higuera. A simple and efficient model for indoor path-loss prediction, *Measurement science and technology*, 8(10):1166-1173, 1997.
- [17] J. Neter, M. H. Kutner, C. J. Nachtsheim, W. Wassermann. *Applied Linear Statistical Model*, McGraw-Hill/Irwin, (4<sup>th</sup> edition), Chicago, 1996.
- [18] MatLab: [www.mathworks.com](http://www.mathworks.com)
- [19] Y. P. Zhang, Y. Hwang. Theory of the radio-wave propagation in railway tunnels. *IEEE Transaction on Vehicular Technology*, 47(3):1027–1036, 1998.



## 6. Podrška kvalitetu servisa u WMN

Kontrola pristupa kanalu, pružanje kvaliteta servisa QoS (*Quality of Service*) aplikacijama viših slojeva i obezbeđivanje sigurnosti u mreži predstavljaju najvažnije funkcije koje MAC (*Media Access Control*) sloj bežičnih mreža treba da podrži. Bežični linkovi imaju specifične karakteristike: relativno veliki procenat izgubljenih paketa, gubitak niza paketa, prijem paketa van redosleda, veliko kašnjenje i *jitter* (varijacija kašnjenja). Protoci u bežičnom kanalu znatno su manji, a verovatnoća greške na fizičkom sloju u WLAN (*Wireless Local Area Networks*) veća je i do tri reda veličine nego u LAN (*Local Area Networks*) mrežama. Usled čestih kolizija i retransmisija paketa, kašnjenje je nepredvidivo, što degradira kvalitet video i audio servisa u realnom vremenu. Zbog svega navedenog, obezbeđivanje kvaliteta servisa predstavlja znatno složeniji zadatak u bežičnim nego u infrastrukturnim mrežama.

Kao što je već naglašeno u okviru druge glave disertacije, postojeći višekanalni višeinterfejsni – MCMI (*Multi Channel Multi Interface*) protokoli za WMN ne podržavaju QoS. S obzirom na neophodnost QoS podrške u MCMI mrežama, javila se ideja da se načela EDCA (*Enhanced Distributed Channel Access*) mehanizma pristupa, koji podržava QoS, iskoriste za uvođenje QoS podrške u MCMI mreže. Na osnovu tih principa formiran je novi protokol za sloj linka predložen u sedmoj glavi disertacije.

U prvom poglavlju dat je pregled IEEE 802.11 standarda koji definišu specifikacije MAC i PHY (*Physical*) sloja za WLAN mreže. Iako postoji više mehanizama pristupa, u drugom poglavlju detaljnije su opisani samo DCF (*Distributed Coordination Function*) i EDCA mehanizmi jer su oni korišćeni u okviru simulacija realizovanih u GlomoSim [1] mrežnom simulatoru za potrebe verifikacije rezultata istraživanja i predloženog protokola. Zaključna razmatranja data su u trećem poglavlju.

## **6.1. Razvoj IEEE 802.11 standarda**

IEEE (*Institute of Electrical and Electronics Engineers*) je objavio 802.11 standard za WLAN mreže još 1997. godine [2]. On pripada grupi popularnih 802.x standarda među kojima su: 802.3 *Ethernet* [3], 802.15 WPAN (*Wireless Personal Area Networks*) [4] i 802.16 WiMAX (*Worldwide Interoperability for Microwave Access*) [5]. Zbog jednostavnog umrežavanja i ekonomske isplativosti, IEEE 802.11 mreže stekle su veliku popularnost tokom poslednje decenije.

Tri različite specifikacije fizičkog sloja: FHSS (*Frequency Hopping Spread Spectrum*), DSSS (*Direct Sequence Spread Spectrum*) i IR (*Infrared*) definisane su originalnom verzijom standarda, koja je podržavala maksimalne protoke od 1 Mbps (IR, FHSS, DSSS) i 2 Mbps (FHSS, DSSS). Tehnike proširenog spektra koriste 2.4 GHz ISM (*Industrial, Scientific and Medical*) frekvencijski opseg. Iako je dalji razvoj bežičnih tehnologija uticao na pojavu novih specifikacija za fizički sloj, originalni MAC sloj ostao je neizmenjen. Dve unapređene verzije fizičkog sloja 802.11b [6] i 802.11a [7], koje podržavaju maksimalne protoke do 11 Mbps, odnosno 54 Mbps, respektivno, predložene su 1999. godine. 802.11b bazira se na DSSS i radi u opsegu od 2.4 GHz, dok se 802.11a bazira na OFDM (*Orthogonal Frequency Division Multiplexing*) i radi u opsegu 5GHz. 2003. godine doneta je naredna specifikacija za fizički sloj, 802.11g [8]. Ona predstavlja kombinaciju potpune kompatibilnosti sa 802.11b, a koristi OFDM prenos (kao 802.11a), čime se ostvaruju protoci do 54 Mbps, u ISM opsegu. Međutim, osim što 802.11 b i g tehnologije trpe značajnu interferenciju od ostalih uređaja koji koriste isti radni opseg prisutnost 802.11b tehnologije u 802.11g mreži obara ukupan protok. Osim specifikacija fizičkog sloja osnovni IEEE 802.11 standard definiše dve metode pristupa medijumu za prenos: DCF (*Distributed Coordination Function*) i PCF (*Point Coordination Function*) [9].

U okviru standarda IEEE 802.11–2007 [10], predstavljen je skup od 8 amandmana (802.1a, b, d, e, g, h, i, j) u okviru jedinstvenog dokumenta. IEEE 802.11n–2009 [11] verzija standarda uvodi MIMO (*Multiple-Input Multiple-Output*) tehnologiju kojom se postižu protoci do nekoliko stotina Mbps. 2012. godine usvojen je IEEE 802.11–2012 [12] standard koji je zamenio 802.11–2007 i u okviru kog je uključeno dodatnih 10 amandmana (802.11 k, r, y, n, w, p, z, v, u, s).

S obzirom na to da je usvojena konačna verzija 802.11n standarda, ali da i dalje rastu zahtevi korisnika, sve više se razmišlja o bežičnim tehnologijama koje treba da omoguće brzine veće od 1 Gbps. U cilju ostvarivanja ovih brzina IEEE je oformio dve nove radne grupe: 802.11ac [13] (koja razvija standard koji koristi frekvencijski opseg od 5 GHz) i 802.11ad [14] (koja razvija standard koji koristi frekvencijski opseg od 60 GHz). Tokom 2012. godine usvojena su još četiri amandmana (802.11aa, ae, ac i ad), a tokom 2013. godine predložen je i šesti *draft* amandman 802.11af [15].

### **6.1.1. Osnovne specifičnosti amandmana**

**IEEE 802.11a** koristi nelicencirani opseg od 5 GHz, OFDM modulaciju i podržava brzine prenosa do 54 Mbps.

**IEEE 802.11b**, poznat i kao Wi-Fi (*Wireless Fidelity*), koristi opseg od 2.4 GHz, HR/DSSS (*High Rate/DSSS*) modulaciju i podržava brzine prenosa do 11 Mbps.

**IEEE 802.11c** je amandman za standard 802.1D-2004 koji definiše protokol za komunikaciju čvorova na relativno malim udaljenostima, tj. protokol koji se odnosi na povezivanje AP (*Access Point*).

**IEEE 802.11d** odnosi se na međunarodnu radio regulaciju, tj. uvodi regulatorne domene.

**IEEE 802.11e** definiše poboljšanja standarda uvođenjem QoS podrške.

**IEEE 802.11g** koristi opseg od 2.4 GHz, ali kombinuje prednosti 802.11b (relativno velika pokrivenost) i 802.11a standarda (veći protoci).

**IEEE 802.11h** u okviru 5GHz opsega definiše dve šeme: DFS (*Dynamic Frequency Selection*) i TPC (*Transmitter Power Control*). Poboljšava se efikasnost u deljenju spektra, QoS podršci i uštedi energije primopredajnika.

**IEEE 802.11i** uvodi poboljšanja po pitanju sigurnosti i privatnosti bežičnih mreža. Definiše poboljšanja WEP (*Wired Equivalent Privacy*) protokola za primenu u bežičnim mrežama.

**IEEE 802.11j** koristi frekvencijski opseg od 5 GHz. Dizajniran je za japansko tržište, u skladu sa japanskim pravilnicima o radio prenosu u unutrašnjem, spoljašnjem i mobilnom okruženju.

**IEEE 802.11k** definiše klijentsku povratnu vezu prema AP-ima i LAN čvorovima (*LAN switch*) u cilju definisanja zahteva za merenjima i izveštajima koji se odnose na statistiku PHY i MAC sloja.

**IEEE 802.11n** omogućava podršku za maksimalne protoke od 100 Mbps, mereno na granici između MAC sloja i viših slojeva. Bazira se na MIMO tehnologiji i adaptivnom kanalskom kodovanju.

**IEEE 802.11p** opisuje pristup bežičnom prenosu u saobraćajnom okruženju WAVE (*Wireless Access in Vehicular Environments*). Uvodi podršku aplikacijama za inteligentne transportne sisteme ITS (*Intelligent Transportation Systems*).

**IEEE 802.11r** omogućava neprekidnu povezanost mobilnih bežičnih uređaja, kao i brz i siguran *handover* prilikom prelaska iz zone servisa jednog u zonu servisa drugog čvora.

**IEEE 802.11s** uvodi povezivanje mreža po *mesh* principu (*ESS Mesh Networking*). Definiše način rada bežičnih čvorova, tj. arhitekturu i protokol koji podržavaju predaju *unicast* i *broadcast* paketa u ad hoc topologiji mreže.

**IEEE 802.11u** unapređuje standard u cilju poboljšanja povezivanja WLAN mreža sa eksternim mrežama.

**IEEE 802.11v** omogućava konfiguraciju klijentskih uređaja dok su konektovani na bežičnu mrežu.

**IEEE 802.11w** uvodi poboljšanja u standard u cilju povećanja sigurnosti upravljanja frejmovima.

**IEEE 802.11y** definiše procedure kojima se oprema za prenos podataka velike snage podešava da radi korišćenjem 802.11a protokola u frekvencijskom opsegu od 3650 do 3700 MHz u Sjedinjenim Američkim Državama.

**IEEE 802.11z** definiše mehanizme koji omogućuju IEEE 802.11 da podesi direktan link između klijenata, a da i dalje budu povezani na AP. Ovi mehanizmi nazvani su TDLS (*Tunneled Direct Link Setup*).

**IEEE 802.11aa** specificira poboljšanja IEEE 802.11 MAC sloja za velike audio i video prenose, dok se omogućava pristup medijumu i ostalim vrstama saobraćaja.

**IEEE 802.11ac** amandmanom WLAN aplikacije ostvaruju znatno veće protoke od postojećih, na frekvencijama ispod 6 GHz. Osim toga, uključuje distribuciju višestrukih multimedijalnih tokova i tokova podataka.

**IEEE 802.11ad** amandmanom definišu se modifikacije na fizičkom i MAC sloju kako bi se omogućio rad u frekvencijskom opsegu oko 60 GHz i obezbedili veoma veliki protoci.

**IEEE 802.11ae** daje opis protokola kojim se obezbeđuje mehanizam za prioritetizaciju upravljačkih paketa.

**IEEE 802.11af** je *draft* verzija standarda, potvrđena 2013. Predviđa poboljšanja na 802.11 fizičkom i MAC sloju tako da podrži korišćenje neiskorišćenih delova TV opsega.

## **6.2. IEEE 802.11 MAC mehanizam**

IEEE 802.11 MAC definiše dva različita mehanizma pristupa medijumu: DCF i PCF. DCF mehanizam zasnovan je na CSMA/CA (*Carrier Sense Multiple Access With Collision Avoidance*) algoritmu, i koristi distribuirani pristup medijumu sa *backoff* procedurom. Distribuirani pristup medijumu podrazumeva „nadmetanje“ svih čvorova mreže za bežični medijum. Uvođenjem centralnog elementa mreže PC (*Point Coordinator*) u DCF, formira se PCF mehanizam kojim se omogućava centralno kontrolisan pristup medijumu [16]. DCF mehanizam je osnovni i implementira se u svim čvorovima mreže, dok je PCF opcioni.

Amandmanom 802.11e uvedena je podrška kvalitetu servisa na MAC sloju, tj. definisan je hibridni pristup medijumu HCF (*Hybrid Coordination Function*). HCF mehanizam je opcioni, a čvorovi u okviru kojih je uveden nazivaju se QoS čvorovi. Postoje dve varijante HCF mehanizma: EDCA koji se zasniva na DCF pristupu, tj. nadmetanju čvorova za pristup medijumu, i HCCA (*HCF Controlled Channel Access*) koji se zasniva na PCF mehanizmu. EDCA je distribuirani mehanizam, dok je HCCA centralizovan, tj. podrazumeva postojanje centralnog elementa mreže, HC (*Hybrid Coordinator*), koji upravlja kontrolom pristupa medijumu.

U narednim poglavljima biće dat detaljniji opis DCF i EDCA mehanizma, koji su korišćeni za verifikaciju metrika i protokola predloženih u okviru istraživanja ove doktorske disertacije. DCF mehanizam pristupa je već bio uključen u osnovnu verziju korišćenog GlomoSim [1] simulatora, dok je, za potrebe analize novog protokola (opisanog u sedmoj glavi disertacije), EDCA mehanizam implementiran naknadno.

### **6.2.1. DCF (Distributed Coordination Function)**

DCF mehanizam pristupa medijumu za određivanje stanja bežičnog medijuma koristi dva mehanizma detekcije nosioca – CS (*Carrier Sense*): fizički (*physical carrier sense*) na fizičkom sloju, i virtuelni (*virtual carrier sense*) na MAC sloju. Ovi mehanizmi smanjuju verovatnoću kolizije, tj. verovatnoću da dva ili više čvorova istovremeno pristupe medijumu za prenos.

*Mehanizam fizičke detekcije nosioca* ostvaruje se implementacijom CCA (*Clear Channel Assessment*) funkcije kojom se vrši procena aktivnosti na medijumu. U zavisnosti od predajne snage čvorova u mreži, korišćene modulacione tehnike i širine radio kanala, definiše se nivo praga prijema. Čvor smatra da je medijum zauzet ako detektuje signal čiji je nivo iznad nivoa praga, a da je slobodan ako detektuje signal čiji je nivo ispod nivoa praga.

*Virtuelni mehanizam detekcije nosioca* implementira se na MAC sloju pomoću NAV (*Network Allocation Vector*) vektora. Pre razmene paketa podataka, svaki čvor šalje RTS (*Request to Send*) kontrolni paket kojim proverava da li čvor sa kojim želi da komunicira može da primi podatke. Ako je određeni čvor slobodan, on odgovara CTS (*Clear to Send*) kontrolnim paketom. U zaglavljima ovih kontrolnih paketa, upisan je podatak o tome koliko dugo će medijum biti zauzet njihovom međusobnom komunikacijom. Na osnovu tih podataka, svi čvorovi u mreži koji se nalaze u dometu bilo čvora koji je poslao RTS, ili čvora koji je poslao CTS, podešavaju svoj NAV vektor. NAV vektor može se posmatrati kao tajmer koji odbrojava vreme zauzeća medijuma. Sve dok je vrednost NAV vektora veća od nule, ili CCA funkcija indicira zauzeće medijuma, čvoru nije dozvoljeno da započne slanje podataka.

### **6.2.1.1. Procedura pristupa medijumu**

Bilo koji čvor koji želi da šalje podatke prvo osluškuje medijum tokom DIFS (*DCF Inter Frame Space*) perioda. Ako je medijum zauzet, čvor odlaže prenos podataka dok medijum ne postane slobodan. Ako je medijum slobodan duže od DIFS vremena, čvor koji želi da pošalje podatke čeka još slučajno izabrani *backoff* vremenski interval, pre nego što počne sa slanjem. Uvođenje *backoff* vremena predstavlja deo mehanizma za izbegavanje kolizija.

Može se desiti da medijum postane zauzet dok čvor odbrojava *backoff*. Tada se pauzira odbrojavanje *backoff* vremena. Kada medijum ponovo postane slobodan duže od DIFS vremena, čvor čiji se *backoff* zaustavio, ne bira novi *backoff* interval, već nastavlja odbrojavanje od vrednosti na kojoj se zaustavio. U slučaju da više čvorova istovremeno pokuša da pristupi medijumu, čvor sa najmanjim *backoff* vremenom će „zauzeti” medijum. Nakon zauzimanja medijuma, čvor šalje paket podataka. Ako određeni čvor uspešno primi paket, posle kratkog vremenskog perioda SIFS (*Short Inter Frame Space*) šalje paket potvrde ACK (*Acknowledgement*) čvoru od koga je podatke primio. Time se slanje paketa završava.

### **6.2.1.2. Vrednost backoff intervala**

Da bi se smanjila verovatnoća kolizije uvedeno je odbrojavanje slučajno izabranog *backoff* intervala pre početka slanja paketa. Vrednost *backoff* intervala data je formulom (6.1):

$$backoff = BC \cdot Slot\_Time \quad (6.1)$$

gde je *Slot\_Time* trajanje vremenskog slota koje zavisi od primenjene tehnike na fizičkom sloju (DSSS ili OFDM), *BC* slučajno izabrani ceo broj iz intervala [0, *CW*-1], a *CW* veličina konkurentskog prozora (*Contention Window*).

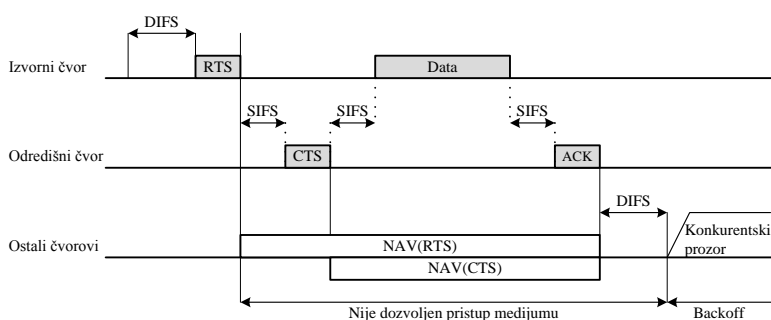
Inicijalna vrednost konkurentskog prozora je  $CW_{min}$  (npr. za 802.11b  $CW_{min}=31$ , a za 802.11g  $CW_{min}=15$ ). Vrednost konkurentskog prozora se podešava u svakom čvoru u zavisnosti od broja neuspešnih prenosa, odnosno retransmisija, u kojima je čvor učestvovao. Nakon svakog neuspešnog prenosa veličina konkurentskog prozora se povećava po formuli (6.2):

$$CW = \min(2^r \cdot (CW_{min} + 1) - 1, CW_{max}) \quad (6.2)$$

gde je  $r$  broj retransmisija paketa, a  $CW_{max}$  maksimalna vrednost konkurentskog prozora (npr. za 802.11b  $CW_{max}=1023$ , a za 802.11g  $CW_{max}=511$ ). Kada  $CW$  dostigne maksimalnu vrednost,  $CW_{max}$ , neće se dalje povećavati, čime se obezbeđuje stabilnost protokola u uslovima visokog saobraćajnog opterećenja. Nakon uspešnog prenosa paketa, veličina konkurentskog prozora se vraća na inicijalnu vrednost,  $CW_{min}$ .

### 6.2.1.3. Problem skrivenog čvora i RTS/CTS mehanizam

U bežičnim mrežama može doći do situacije da dva čvora koji nisu u međusobnom dometu (čvorovi A i B), žele istovremeno da šalju pakete istom odredišnom čvoru (C). Tada se oba čvora, nezavisno, bore za medijum sa čvorovima koji su u njihovom dometu. Ako se oba čvora izbere za medijum, počće da šalju podatke istom čvoru C i doći će do kolizije paketa podataka. Usled toga doći će do bespotrebnog korišćenja propusnog opsega za prenos podataka koji će na kraju biti neuspešan. Ova pojava se naziva „problem skrivenog čvora” jer se ova dva čvora međusobno „ne vide“. Da bi se ovaj problem izbegao, uvodi se RTS/CTS mehanizam. RTS i CTS kontrolni paketi služe za rezervaciju medijuma pre početka slanja paketa podataka kako bi se smanjio gubitak protoka nastalog kolizijom. Razmena RTS/CTS paketa uvodi dodatno kašnjenje, ali pošto su ovi paketi mnogo manje veličine od paketa podataka, u slučaju kolizije gubici u protoku će biti značajno manji nego u slučaju kolizije paketa podataka. Na slici 6.1 prikazana je razmena paketa, uz korišćenje RTS/CTS mehanizma.



Slika 6.1. RTS/CTS mehanizam [18].

Nakon što čvor dobije pristup medijum (sačeka DIFS i odbroji *backoff*), prvo šalje RTS paket odredišnom čvoru. Svi čvorovi u dometu izvorišnog čvora koji prime RTS paket podešavaju vrednost NAV prema informaciji o predviđenom zauzeću medijuma koja se nalazi u RTS paketu. Ako je odredišni čvor spreman da primi



podatke, nakon prijema RTS paketa, posle SIFS perioda odgovara izvorišnom čvoru CTS paketom. U slučaju da čvorovi u dometu određiškog čvora nisu primili RTS, podesiće svoj NAV na osnovu informacije o predviđenom zauzeću medijuma iz CTS paketa. Kada čvor koji je inicirao slanje uspešno primi CTS, medijum je rezervisan za prenos paketa podataka koji se sprovodi nakon SIFS vremenskog intervala.

Upotreba RTS/CTS mehanizma je opciona: čvorovi mogu izabrati da ga nikad ne koriste, da ga koriste samo u slučaju kada veličina paketa podataka prelazi neki unapred definisan prag (*RTS\_Threshold*) ili da uvek koriste RTS/CTS mehanizam. U okviru simulacija koje su izvršene za analizu metrika i protokola u disertaciji, svi čvorovi su koristili RTS/CTS mehanizam.

### **6.2.2. EDCA mehanizam pristupa**

DCF metod pristupa medijumu podržava *best-effort* servise, bez dodatnih QoS garancija. Servisi u realnom vremenu kao što su VoIP (*Voice over IP*), audio/video *streaming*, video konferencije i sl. zahtevaju određeni protok i dozvoljavaju određeno vremensko kašnjenje. Međutim, u okviru DCF pristupa, ne postoji mehanizam razlikovanja servisa koji bi garantovao tražene zahteve čvorovima višeg prioriteta. Zbog toga je prenos govora DCF mehanizmom moguć samo u slučaju izolovane mreže sa veoma malim brojem korisnika. U realnim situacijama, kada se kroz mrežu prenose različiti paketi (paketi podataka, govorni i video saobraćaj), performanse govorne komunikacije su nezadovoljavajuće. EDCA je mehanizam MAC sloja koji, na osnovu različitih prioriteta saobraćaja, čvorovima pruža diferencirani, distribuirani mehanizam pristupa bežičnom medijumu. Bazira se na principu nadmetanja za medijum, a kako je deo HCF, poznat je i pod nazivom *HCF Contention-Based Channel Access*.

#### **6.2.2.1. Kategorije pristupa**

EDCA definiše četiri kategorije pristupa – AC (*Access Category*) za različite kategorije saobraćaja. Diferenciranje servisa uvodi se tako što se pri nadmetanju za medijum, za svaku AC koristi njoj pridruženi skup parametara (EDCA parametri). Kada paketi sa viših slojeva dolaze na MAC sloj, oni nose informaciju o prioritetu saobraćaja – UP (*User Priority*). IEEE 802.1D [17] definiše osam UP (označenih vrednostima od 0 do 7) koje se dodeljuju paketima u zavisnosti od tipa saobraćaja kom pripadaju:

- NC (*Network control*) je tip saobraćaja osetljiv na kašnjenja (*time-critical*) koji zahteva veliku sigurnost informacija (*safety-critical*). U ovu grupu spadaju paketi koji obezbeđuju održavanje i podršku mrežnoj infrastrukturi (kontrolni paketi).
- VO (*Voice*) vremenski osetljiv, zahteva kašnjenja manja od 10 ms.
- VI (*Video*) vremenski osetljiv, zahteva kašnjenja manja od 100 ms.
- CL (*Controlled Load*) tip saobraćaja nije vremenski osetljiv, ali je osetljiv na gubitke (*loss-sensitive*). Primer su multimedijalne aplikacije za bankarske poslove ili rezervacije, koje ne moraju brzo da se izvrše, ali je veoma važno da ne dođe do prekida u toku njihovog izvršavanja.
- EE (*Excellent-Effort*) nije vremenski osetljiv, osetljiv je na gubitke, ali ima manji prioritet nego *controlled load*. Primer ovog tipa servisa je u informacionim aplikacijama kod kojih se resursi dodeljuju prvo najvažnijim korisnicima.
- BE (*Best-Effort*) nije osetljiv ni na kašnjenja ni na gubitke, reč je o tradicionalnom tipu saobraćaja koji se primenjuje kod čvorova koji ne podržavaju QoS.
- BK (*Background*) nije osetljiv ni na kašnjenja ni na gubitke, manjeg je prioriteta nego *best-effort*.

U tabeli 6.1 dat je pregled 802.1D UP (u zavisnosti od tipa saobraćaja) i njihovo mapiranje u 802.1e UP i kategorije pristupa.

Iako je *best-effort* tip saobraćaja većeg prioriteta od *background* saobraćaja, kod 802.1D UP njemu je dodeljena vrednost 0, da bi se zadržala kompatibilnost sa čvorovima koji ne podržavaju QoS. Osam UP grupisano u četiri kategorije pristupa (po dve u svakoj). Oznake kategorija pristupa su AC\_BK, AC\_BE, AC\_VI i AC\_VO za *background*, *best-effort*, *video* i *voice* saobraćaj, respektivno. AC\_BK je kategorija najnižeg prioriteta, a AC\_VO najvišeg.

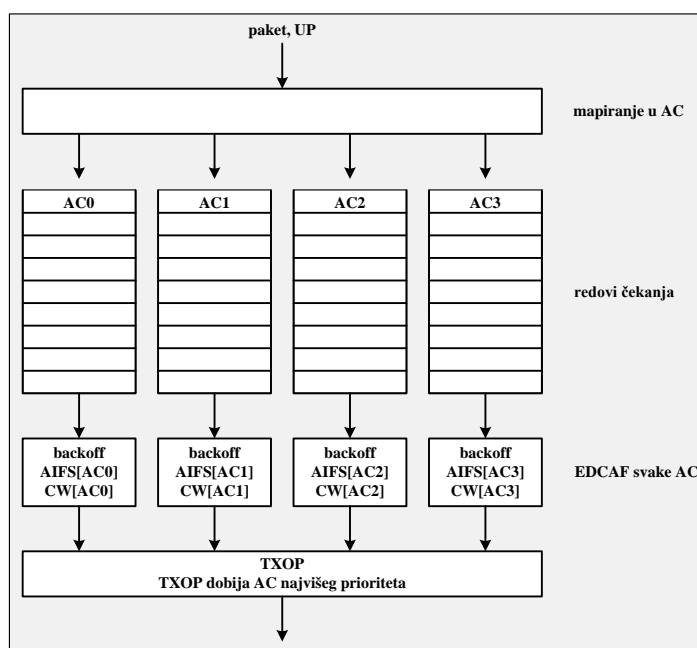
Način dodeljivanja prioriteta predmet je implementacije viših slojeva. Prioritet mogu dodeljivati aplikacije koje generišu saobraćaj ili njihovi korisnici. Druga mogućnost je da se prioritet dodeljuje na aplikacionom sloju, adaptivno i u zavisnosti od karakteristika saobraćaja, kao što su generisani protok, vremenski razmak između dva paketa, veličina paketa, itd.

Tabela 6.1. Mapiranje User Priority u Access Category.

802.1D		802.11e		
Tip saobraćaja	UP	UP	AC	Kategorija saobraćaja
Background	1	0	AC_BK	Background
Nije definisan	2	1		
Best-effort	0	2	AC_BE	Best-effort
Excellent-effort	3	3		
Controlled load	4	4	AC_VI	Video
Video	5	5		
Voice	6	6	AC_VO	Voice
Network control	7	7		

### 6.2.2.2. EDCAF (Enhanced Distributed Channel Access Function)

QoS čvorovi imaju četiri reda čekanja za predaju paketa – za svaku AC po jedan, kao i četiri nezavisne EDCAF (*EDCA Function*) za svaki red čekanja (slika 6.2). EDCAF čvorovi nadmeću se za medijum po principima CSMA/CA i *backoff* algoritma (kao i DCF), ali uzimajući u obzir parametre specifične za određenu AC.



Slika 6.2. AC kategorije, redovi čekanja i EDCAF funkcije [18].

Svakoj EDCAF pridružen je set parametara (EDCAF parametri):

- *AIFS (Arbitration Inter Frame Space)* - minimalan vremenski period tokom kog medijum treba da bude slobodan pre nego što EDCAF počne sa slanjem paketa, ili pre nego što započne proceduru odbrojavanja *backoff* perioda.
- $CW_{min}$  i  $CW_{max}$  - veličine konkurentskog prozora korišćenog za *backoff*.
- *TXOPLimit* - Svaka EDCAF ima mogućnost da prenosi podatke, nakon dobijanja medijuma, u okviru TXOP (*Transmission Opportunity*) vremena. Dužina TXOP ograničena je sa *TXOPLimit*. Razmena paketa mora biti obavljena u toku ovog vremena (uključujući i SIFS periode između paketa, slanje RTS/CTS i ACK paketa).

Za svaku AC kategoriju EDCA parametri imaju različite vrednosti: što je viši prioritet neke AC, manji je period čekanja AIFS (AC čeka kraće vreme pre nego što pokuša da pristupi medijumu), ima manje konkurentske prozore i veće vrednosti *TXOPLimit* (ima mogućnost slanja podataka u okviru dužeg vremenskog intervala).

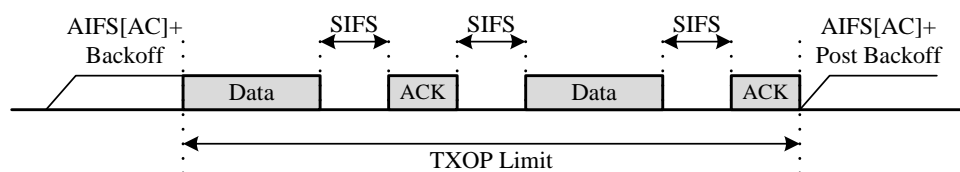
U tabeli 6.2 date su vrednosti EDCAF parametara definisane standardom 802.11e. Čvorovi mogu koristiti i druge vrednosti EDCAF parametara. Parametri se mogu dinamički podešavati, u zavisnosti od trenutnih uslova u mreži, ali zbog stabilnosti mreže preporučljivo je da se izmene vrše retko. Vrednosti  $CW_{min}$  i  $CW_{max}$  zavise od tehnike prenosa na fizičkom sloju (npr. za DSSS  $CW_{min} = 31$ ,  $CW_{max} = 1023$ ).

*Tabela 6.2. Standardne vrednosti EDCA parametara [10].*

AC	$CW_{min}$	$CW_{max}$	AIFSN	<i>TXOPLimit</i> (DSSS)
AC_BK	$CW_{min}$	$CW_{max}$	7	0
AC_BE	$CW_{min}$	$CW_{max}$	3	0
AC_VI	$(CW_{min}+1)/2-1$	$CW_{min}$	2	3.008ms
AC_VO	$(CW_{min}+1)/4-1$	$(CW_{min}+1)/2-1$	2	1.504ms

Ako je *TXOPLimit* veće od nule, to znači da EDCAF sme da šalje pakete u toku TXOP, sve dok ukupno trajanje predaje i prijema odgovarajućih potvrda ne izlazi van granica TXOP i uz uslov da svi paketi pripadaju istoj AC. Ovaj proces naziva se *bursting* bez nadmetanja – CFB (*Contention Free Bursting*), slika 6.3. Jedan TXOP dodeljuje se jednoj EDCAF, a ne čvoru kome ta EDCAF pripada. Ako EDCAF pre isteka TXOP pošalje sve pakete, druge EDCAF istog čvora ne mogu koristiti preostalo

vreme za slanje svojih paketa. Ako se koristi RTS/CTS mehanizam, RTS i CTS paketi razmenjuju se samo na početku CFB, a ne pre slanja svakog pojedinačnog paketa. U CFB modu, u zaglavlju MAC paketa prenosi se informacija o preostalom vremenu trajanja celog TXOP, i na to vreme ostali čvorovi u mreži postavljaju svoje NAV tajmere.



*Slika 6.3. CFB - Contention Free Bursting [19].*

*TXOPLimit* za AC\_BK i AC\_BE ima vrednost nula (tabela 6.2). Kada se EDCAF BK ili BE izbere za medijum, one mogu da pošalju samo jedan paket (uz, eventualnu prethodnu razmenu RTS/CTS). Ako u zavisnosti od veličine paketa i izabranog protoka, postoji mogućnost da vreme slanja paketa prelazi granicu *TXOPLimit*, vrši se fragmentacija paketa.

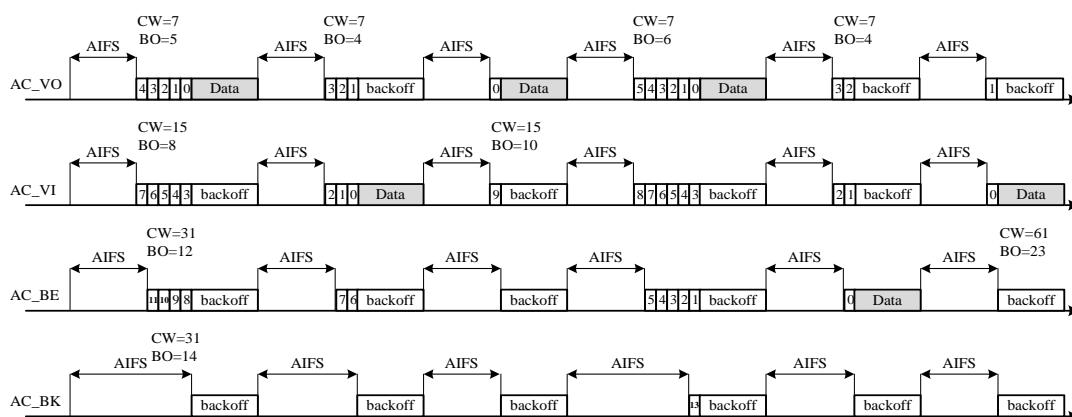
### 6.2.2.3. Procedura nadmetanja za medijum

Svaka od EDCAF se ponaša kao zasebni entitet (tzv. virtuelni čvor) i svaka se nadmeće za pristup medijumu. Na slici 6.4 prikazan je princip funkcionisanja EDCA mehanizma u okviru koga se četiri EDCAF jednog čvora nadmeću za medijum. Za svaku EDCAF naznačene su trenutne vrednosti *backoff* brojača i veličine prozora. Kako svaka EDCAF čeka svoje AIFS vreme, vidi se da AC\_VO i AC\_VI čekaju kraće vreme i kada utvrde da je medijum slobodan, započinju odbrojavanje *backoff* vremena. *Default* vrednosti AIFSN za *voice* i video pakete su iste (i iznose 2 vremenska slot), pa njihove EDCAF u istom trenutku započinju *backoff* period. AC\_BE i AC\_BK čekaju dodatno vreme prateći aktivnost na medijumu. Kao što je prikazano, najduže čeka EDCAF za *background*, jer je njen AIFSN najveći (ima vrednost 7).

Ona AC koja je slučajnim izborom dobila kraće *backoff* vreme (na slici je to AC\_VO) pristupa medijumu i započinje emitovanje. Ostale EDCAF pauziraju svoje *backoff* brojače, i odbrojavanje će nastaviti nakon odgovarajućih AIFS perioda, od trenutka kada medijum ponovo postane slobodan. Iako će u nekom trenutku, EDCAF nižeg prioriteta dobiti svoj TXOP, za njenu AC AIFS vreme znatno je duže, a granične

vrednosti CW veće nego za AC višeg prioriteta, pa postoji mogućnost da *voice* ili video AC u potpunosti „iscrpe” niže kategorije (naročito *background*).

Primer prikazan na slici 6.4 jasno ilustruje ulogu EDCA parametara u diferenciranju servisa – AC višeg prioriteta imaju priliku da češće šalju pakete, pa je i kašnjenje njihovih paketa manje. Takođe, vidi se da, u posmatranom periodu, AC\_BK uopšte nema priliku da šalje pakete. Za to postoje dva razloga. Prvi, AIFS za AC\_BK duži je za pet slotova od AIFS za AC\_VO i AC\_VI. Kako su njihove CW vrednosti relativno male, velika je verovatnoća da će neka od viših kategorija već započeti predaju do trenutka kada AC\_BK dođe u poziciju da započne *backoff* odbrojavanje. Drugi razlog su širine CW prozora: AC\_BK je najugroženija kategorija, jer njen CW može slučajnim izborom dobiti velike vrednosti, a pored nemogućnosti da uopšte započne *backoff* period, u svakom narednom periodu osluškivanja medijuma ponovo je prisutna neizvesnost da li će uspeti da dekrementira *backoff* brojač.



Slika 6.4. EDCA mehanizam pristupa [19].

#### 6.2.2.4. EDCA backoff procedura

Vrednost konkurentskog prozora svake EDCAF podešava se na odgovarajuću minimalnu vrednost za tu AC prilikom inicijalizacije. Posle svake uspešne predaje (prijema CTS kao odgovor na RTS, ACK kao odgovor na prijem paketa podataka ili nakon predaje *broadcast* paketa koji ne zahteva potvrdu) veličina CW se vraća na inicijalnu vrednost. U slučaju neuspešnog prenosa, vrednost konkurentskog prozora se povećava po algoritmu opisanom u poglavlju 6.2.1.

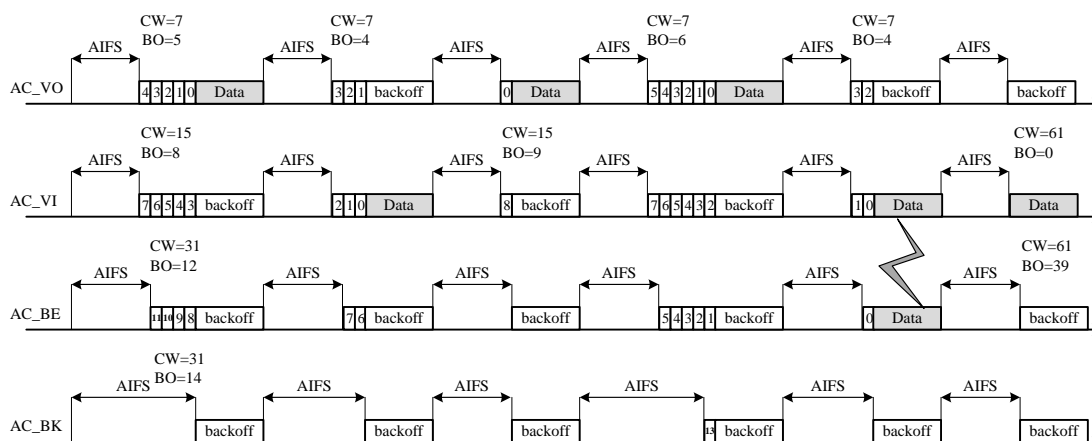
Kada se fizičkim ili virtuelnim CS ustanovi da je medijum zauzet, a *backoff* tajmer je dostigao nulu, ponovo će se pokrenuti *backoff* algoritam s tim što vrednost

konkurentskog prozora ostaje nepromenjena. Ako je poslednji prenos u okviru TXOP uspešno završen, vrednost konkurentskog prozora se postavlja na minimalnu i EDCAF ponovo bira *backoff*. Ponovna *backoff* procedura pokrenuće se i ako EDCAF koja je osvojila medijum ima neuspešan prenos paketa (nije primila CTS kao potvrdu na RTS, ili ACK kao potvrdu na prenos paketa podataka) ili ako se dogodi kolizija sa drugom EDCAF višeg prioriteta. U oba slučaja vrednost konkurentskog prozora se povećava u skladu sa formulom (6.1).

### 6.2.2.5. Interne i eksterne kolizije

Kod EDCA mehanizma postoje dva nivoa nadmetanja za medijum, interni i eksterni. Na internom nivou, za medijum se nadmeću EDCAF u okviru jednog čvora, dok se na eksternom nivou za medijum nadmeću sve EDCAF, u svim čvorovima u mreži. Na osnovu toga, može doći do internih i eksternih kolizija.

**Interna kolizija** – EDCAF u okviru jednog čvora koje funkcionišu kao virtuelni čvorovi, pokušavaju nezavisno da dobiju svoj TXOP. Interna kolizija nastaje kad, nakon isteka *backoff* vremena, dve ili više EDCAF u okviru jednog čvora pokušaju istovremeno da pristupe medijumu. Tada se pristup medijumu garantuje onoj EDCAF koja ima najviši prioriteta od svih EDCAF koje učestvuju u koliziji. Ostale EDCAF ponašaju se kao u slučaju eksterne kolizije – udvostručuju svoje konkurentske prozore i započinju *backoff* proceduru. Na slici 6.5 prikazan je primer u kome u okviru jednog čvora AC\_VI i AC\_BE učestvuju u internoj koliziji.

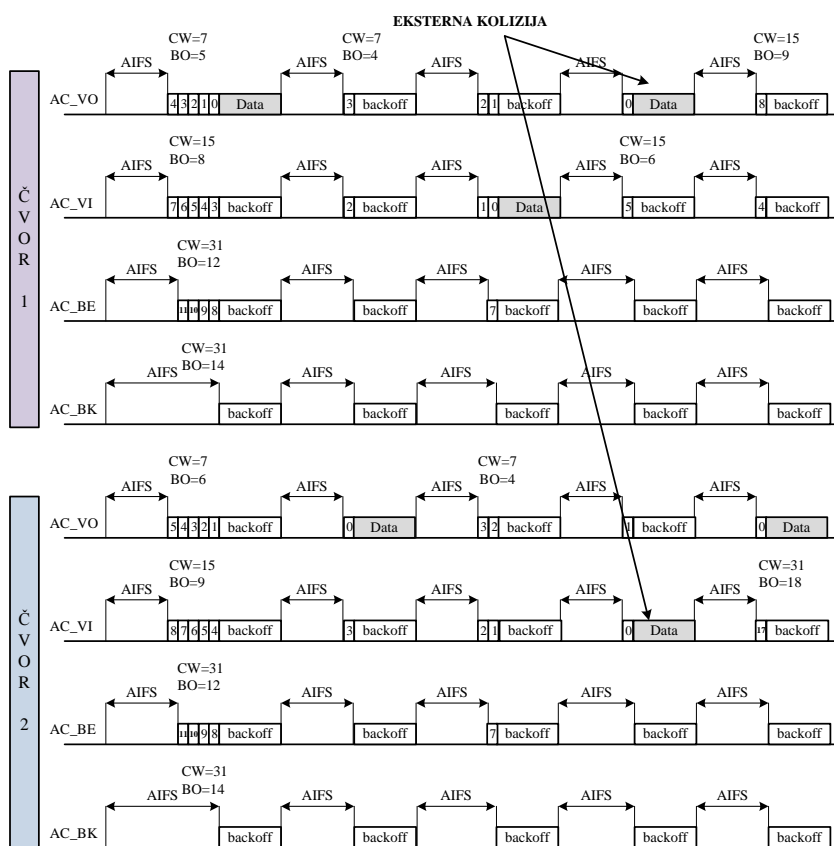


Slika 6.5. EDCA mehanizam pristupa i slučaj interne kolizije [19].

Kako EDCAF AC\_VI ima viši prioritet, ona započinje predaju bez dodatnog *backoff* perioda, dok AC\_BE udvostručuje svoj CW i prelazi u *backoff* stanje. Na osnovu toga, kategorija višeg prioriteta nema dodatna kašnjenja zbog interne kolizije, ali zato kategorije nižeg prioriteta „trpe“ zbog kolizije.

Sa stanovišta mreže, problem internih kolizija rešava se u okviru čvora u kom je do njih došlo, dok ih ostali čvorovi u mreži ne detektuju. Međutim, da bi čvorovi u mreži ispravno funkcionisali, neophodno je rešiti problem internih kolizija u svakom čvoru. U simulacijama je opisana procedura ponašanja EDCAF u slučaju interne kolizije implementirana u svakom čvoru.

**Eksterna kolizija** nastaje kada *backoff* tajmeri EDCAF dva ili više čvora u mreži istovremeno dostignu nulu. Ova situacija je vrlo slična koliziji u DCF modu, sa tom razlikom da sada u koliziji učestvuju EDCAF, a ne čvorovi. Na slici 6.6 prikazan je primer eksterne kolizije, u kojoj učestvuju AC\_VO čvora 1 i AC\_VI čvora 2.



Slika 6.6. EDCA mehanizam pristupa i slučaj eksterne kolizije [19].



Za razliku od interne kolizije, kod koje je EDCAF najvišeg prioriteta dobila pristup medijumu, kod eksternih kolizija sve EDCAF koje učestvuju u koliziji udvostručavaju svoje CW i prelaze u *backoff* stanje. Na primeru sa slike 6.6 AC\_VO čvora 1 i AC\_VI čvora 2 koje su u eksternoj koliziji, udvostručuju svoje CW, čekaju da im istekne odgovarajuće AIFS vreme, i započinju svoju *backoff* proceduru. Međutim, za to vreme i AC\_VO čvora 2 čeka svoje AIFS vreme i započinje *backoff* proceduru. Kako je *backoff* tajmer AC\_VO čvora 2 prvi došao do nule, VO EDCAF čvora 2 pristupa medijumu, dok EDCAF koje su učestvovala u eksternoj koliziji ulaze u *backoff* stanje.

### **6.3. Zaključak**

Velika zastupljenost 802.11 mreža i potreba da se preko njih prenose multimedijalni i drugi servisi u realnom vremenu, dovela je do potrebe da se u okviru 802.11 standarda implementira podrška kvalitetu servisa. Zbog same prirode radio-prenosa to je veoma zahtevan zadatak. Amandmanom IEEE 802.11e uvodi se podrška kvalitetu servisa u okviru 802.11 standarda.

U ovoj glavi dat je pregled razvoja 802.11 standarda, opisan je osnovni mehanizam pristupa medijumu za prenos DCF, kao i mehanizam koji podržava kvalitet servisa, EDCA. Standardom definisani parametri EDCA kategorija favorizuju saobraćaj viših kategorija, ali istovremeno i onemogućavaju pristup kategorijama nižih prioriteta. EDCA metod se koristi kada je potrebno u mreži izvršiti prioritetizaciju saobraćaja. Iako, osim DCF i EDCA mehanizma pristupa postoje i drugi mehanizmi, u okviru disertacije opisana su detaljnije samo ova dva mehanizma, jer su oni korišćeni za verifikaciju rezultata istraživanja i implementirani u GlomoSim simulator. Predloženi protokol rutiranja koji je opisan u sedmoj glavi koristi principe EDCA mehanizma pristupa za uvođenje podrške kvalitetu servisa u višekanalne višeinterfejsne bežične *mesh* mreže.

## **Literatura:**

- [1] GlomoSim simulator: <http://pcl.cs.ucla.edu/projects/domains/glomosim.htm>
- [2] IEEE 802.11-1999: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) specifications. IEEE, Januar 1999.
- [3] IEEE 802.3: Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection (CSMA/CD) Access Method and Physical Layer Specifications. IEEE, Januar 1985.
- [4] IEEE Standard: Wireless Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications for Wireless Personal Area Networks (WPANs). IEEE, Jun 2002.
- [5] IEEE Standard for Local and Metropolitan Area Networks - Part 16: Air Interface for Fixed Broadband Wireless Access Systems. IEEE, Avgust 2002.
- [6] IEEE 802.11b-1999: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) specifications: Higher Speed Physical Layer (PHY) Extension in 2.4GHz band . IEEE, Januar 1999.
- [7] IEEE 802.11a-1999: Wireless Medium Access Control (MAC) and physical layer (PHY) specifications: High Speed Physical Layer in the 5 GHz band. IEEE, Januar 1999.
- [8] IEEE 802.11g-2003: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications: Further Higher Data Rate Extension in the 2.4 GHz Band. IEEE, Oktobar 2003.
- [9] H. Wu, S. Cheng, Y. Peng, K. Long, J. Ma. IEEE 802.11 Distributed Coordination Function (DCF): Analysis and Enhancement. *Proceeding of IEEE International Conference on Communications*, pp. 605-609, April - Maj 2002.
- [10] IEEE 802.11-2007: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications. IEEE, Jun 2007.
- [11] IEEE 802.11n-2009: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications Amendment 5: Enhancements for Higher Throughput. IEEE, Oktobar 2009.
- [12] IEEE 802.11-2012: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications. IEEE, December 2012.

- [13] IEEE 802.11ac-2013: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications Amendment 4: Enhancements for Very High Throughput. IEEE, December 2012.
- [14] IEEE Standard 802.11ad-2012: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications Amendment 3: Enhancements for Very High Throughput. IEEE, December 2012.
- [15] IEEE Draft Standard P802.11af-2013/D6.0-2013: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications Amendment 5: TV White Space. December 2013.
- [16] D. H. Han, and C. G. Park. The MAC Layer Packet Service Time Distributions of DCF in the IEEE 802.11 Protocol. *Journal of Applied Math. & Computing* 22(1-2): 501 – 515, 2006.
- [17] IEEE 802.1D-2004: IEEE Standard for Local and metropolitan area networks: Media Access Control (MAC) Bridges, September 2004.
- [18] N. Nešković. Materijali sa predavanja iz predmeta “Bežične mreže”, ETF, Beograd, 2014.
- [19] J. Farooq and B. Rauf, *Implementation and Evaluation of IEEE 802.11e Wireless LAN in GloMoSim*. Master Thesis, Department of Computing Science Umeå University, Sweden, February, 2006.

## **7. Predloženi QoS-HMCP protokol za sloj linka**

Unapređenje kvaliteta servisa QoS (*Quality of Service*) uz zadržavanje visokog protoka u mreži predstavlja jedan od najvećih izazova u projektovanju bežičnih *mesh* mreža – WMN (*Wireless Mesh Network*). Zbog velike verovatnoće da dođe do kolizije prilikom prenosa podataka, kao i problema koji se javljaju prilikom propagacije signala, posebno u *indoor* okruženju, bežični medijum može se opisati kao nepredvidiv i nestabilan. Iz tih razloga, ostvarenje QoS zahteva u WMN izazovan je zadatak i predstavlja oblast koja se aktivno razvija. S druge strane, mreže koje rade sa jednim radio interfejsom i na jednom kanalu – SCSi (*Single Channel Single Interface*) više ne mogu da ostvare sve veće zahteve korisnika za brzim prenosom podataka [1,2]. Zbog toga dolazi do razvijanja višekanalnih višeinterfejsnih mreža – MCMi (*Multi Channel Multi Interface*) mreža. Dakle, da bi se obezbedio efikasan prenos podataka za multimedijalne aplikacije osetljive na kašnjenje potrebno je u mreži implementirati protokole koji vode računa o QoS, a da bi se obezbedili veliki protoci neophodno je koristiti MCMi mreže.

Zanimljivo je primetiti da nijedan od algoritama dodele kanala, opisanih u drugoj glavi, ne uključuje podršku kvalitetu servisa za višekanalne višeinterfejsne mreže. Iz tog razloga, pod veoma velikim saobraćajnim opterećenjima, aplikacije osetljive na kašnjenja (govorne i video aplikacije) mogu imati nekontrolisana i neprihvatljiva kašnjenja. U cilju smanjenja kašnjenja govornog i video saobraćaja, u okviru IEEE 802.11 standarda [3] uključena je podrška QoS, ali samo za SCSi mreže.

U ovoj glavi predložen je i opisan nov MAC protokol, QoS-HMCP (*Quality of Service Hybrid Multi Channel Protocol*) [4], koji vodi računa o potrebama za QoS

podrškom u višekanalnim višeinterfejsnim *mesh* mrežama. QoS-HMCP vodi računa o aplikacijama osetljivim na kašnjenja, ali koristi i prednosti hibridnog algoritma dodele kanala kroz HMCP (*Hybrid Multi Channel Protocol*) [5, 6] protokol za sloj linka koji je detaljno opisan u poglavlju 3.4.2.

QoS-HMCP protokol zadržava većinu osobina EDCA (*Enhanced Distributed Channel Access*) mehanizma, definisanog kroz 802.11-2012 standard [3], kao i osnovne principe funkcionisanja HMCP [5, 6] protokola. Međutim, u protokol su uvedeni i novi detalji koji definišu kriterijume promene kanala u slučaju isteka karakterističnih vremenskih intervala, *MaxSwitchTime* i *TXOP*, definisanih u okviru HMCP protokola i 802.11e standarda, respektivno.

S jedne strane, da bi se obezbedilo efikasnije funkcionisanje MCMCI mreže, veoma je važno dobro definisati koordinaciju promene kanala. S druge strane, neophodno je utvrditi i proceduru nadmetanja za medijum EDCAF (*EDCA function*), tzv. virtuelnih čvorova, nakon isteka vremenskog intervala dodeljenog za prenos podataka – *TXOP* (*Transmission Opportunity*), posebno imajući u vidu način organizacije i broj EDCAF u okviru jednog *mesh* čvora. U tu svrhu, predložene su četiri varijante QoS-HMCP protokola [4]: SW1-TX1, SW1-TX2, SW2-TX1, SW2-TX2, koje u obzir uzimaju različite procedure promene kanala i ponašanja virtuelnih čvorova nakon isteka *TXOP* intervala. Različite varijante QoS-HMCP protokola međusobno su upoređene po pitanju protoka korisničkih podataka i kašnjenja kroz mrežu, i utvrđeno je koja od predloženih varijanti ostvaruje najbolje rezultate i pod kojim uslovima. S obzirom da u literaturi ne postoji protokol za sloj linka koji uključuje QoS podršku u višekanalne višeinterfejsne WMN, sve četiri predložene varijante QoS-HMCP protokola upoređene su i sa osnovnim HMCP protokolom kako bi se prikazale prednosti uvođenja QoS podrške u MCMCI mreže.

QoS-HMCP protokol se zasniva na HMCP [5–7] protokolu koji za protokol rutiranja koristi MCR (*Multi Channel Routing*) protokol [6]. MCR protokol, detaljno opisan u poglavlju 3.4.2, korišćen je za analizu rada mreže i sprovođenje simulacija u ovom radu. Za metriku rutiranja izabrana je *powerMIC* [8] metrika, s obzirom da je analiza protoka i kašnjenja za različite metrike rutiranja, izvršena u petoj glavi, pokazala da upravo *powerMIC* metrika daje najbolje rezultate. Kompletana analiza izvršena je za mrežu realizovanu u *indoor* okruženju, pa je u tu svrhu korišćen *indoor* propagacioni

model, kao pomoćni alat za realizaciju metrike rutiranja, opisan u poglavlju 5.3. Sve četiri varijante QoS-HMCP protokola, MCR protokol rutiranja, *powerMIC* metrika i *indoor* propagacioni model implementirani su u GlomoSim [9] simulator.

U prvom poglavlju ukazano je na karakteristične osobine višekanalnog višeinterfejsnog HMCP protokola (detaljno opisanog u poglavlju 3.4.2) i EDCA mehanizma pristupa koji uvodi podršku QoS u jednokanalne jednointerfejsne mreže (detaljno opisanog u poglavlju 6.2.2) realizovanih u okviru GlomoSim simulatora. U drugom poglavlju opisan je predloženi QoS-HMCP protokol za sloj linka. Nakon toga dati su rezultati simulacija i verifikacija rezultata ostvarenih primenom QoS-HMCP protokola, dok su u poslednjem poglavlju data zaključna razmatranja.

## **7.1. HMCP protokol za sloj linka i EDCA mehanizam pristupa**

Kao što je već naglašeno u poglavlju 3.4.2, HMCP (*Hybrid Multi Channel Protocol*) [5–7] protokol predstavlja jedan od protokola zasnovanih na hibridnoj dodeli kanala koji koristi prednosti statičke i dinamičke dodele kanala, a prevazilazi njihove mane. U ovom poglavlju date su samo osnovne karakteristike HMCP protokola koje su važne za implementaciju i opis novog QoS-HMCP protokola.

Raspoloživi radio interfejsi u svakom čvoru dele se na fiksne (kojima se dodeljuje kanal na duži vremenski period) i promenljive (koji češće menjaju kanale i rade na onim kanalima na kojima ne rade fiksni interfejsi). Čvor prima podatke samo preko fiksnih, dok podatke šalje i preko fiksnih i preko promenljivih interfejsa [5–7]. Fiksni interfejsi ravnomerno se raspoređuju u mreži tako da svaki od raspoloživih kanala bude uniformno raspoređen u dvohopovskom susedstvu. Kako je mreža uglavnom statična, kada se fiksni kanali jednom rasporede, oni se retko menjaju. Iz tog razloga, mnogo je važnija analiza rada promenljivog interfejsa.

Kada sa viših slojeva na MAC (*Medium Access Control*) sloj nekog čvora dođe paket, analizira se preko kog kanala paket treba poslati, i na osnovu toga paket se smešta u red čekanja odgovarajućeg kanala. U svakom čvoru ima onoliko redova čekanja koliko ima kanala na kojima radi mreža. Ako je paket smešten u kanal na kom radi fiksni interfejs čvora, biće poslat preko fiksnog interfejsa. Međutim, ako paket treba

poslati preko nekog drugog kanala, on se šalje preko promenljivog interfejsa. Da bi paketi iz svakog reda čekanja mogli da se pošalju, promenljivi interfejs ne može da radi uvek na istom kanalu. Zbog toga se definiše maksimalno vreme zadržavanja interfejsa na jednom kanalu – *MaxSwitchTime*. Promenljivi interfejs menja kanal ako postoje paketi u redu čekanja nekog drugog kanala i ispunjen je jedan od sledeća dva uslova: ① red čekanja trenutnog promenljivog kanala je prazan, ili ② promenljivi interfejs i dalje ima pakete u redu čekanja, ali je istekao *MaxSwitchTime*. U oba slučaja, promenljivi interfejs prebacuje se na kanal koji ima paket za slanje koji najduže čeka.

Da bi se uveo kvalitet servisa u MCMCI mreže, potrebno je na MAC sloju omogućiti mehanizam pristupa koji podržava QoS. U okviru QoS-HMCP protokola korišćen je EDCA mehanizam koji je detaljno opisan u poglavlju 6.2.2, a ovde su date samo osnovne karakteristike koje su potrebne za opis novog protokola.

U okviru EDCA [3] mehanizma predloženog za jednokanalne jednointerfejsne WMN, QoS čvorovi imaju po četiri reda čekanja za svaku kategoriju pristupa – AC (*Access Categories*): *Voice (VO)*, *Video (VI)*, *Best-Effort (BE)* i *Background (BK)* [3], tj. četiri nezavisne EDCAF. Svaka EDCAF nadmeće za medijum po principima CSMA/CA (*Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance*) i *backoff* algoritma, ali koristi parametre specificirane za određenu vrstu saobraćaja. Svi paketi se potvrđuju ACK (*Acknowledgement*) paketima, i u slučaju neuspešnog prijema, sprovodi se procedura retransmisije. Skup parametara dodeljenih svakoj EDCAF je: ① AIFS (*Arbitration Inter Frame Space*) – period tokom koga medijum treba da bude slobodan pre nego što počne sa slanjem paketa, ili pre nego što započne proceduru odbrojavanja *backoff* perioda; ②  $CW_{min}$  i  $CW_{max}$  – veličine *contention window* koje se koriste za *backoff* proceduru; ③ *TXOPLimit* – dužina TXOP ograničena je sa *TXOPLimit*, tj. celokupna razmena paketa mora biti obavljena u toku ovog vremena, zaključno sa prijemom ACK paketa.

Da bi se obezbedio odgovarajući prioritet u mreži, vrednosti EDCA parametara dodeljenih svakoj AC kategoriji su različiti. AC kategorije višeg prioriteta imaju manju vrednost AIFS, manje  $CW_{min}$  i  $CW_{max}$ , i *TXOPLimit* takav da AC višeg prioriteta dobijaju mogućnost predaje tokom dužeg vremenskog intervala.

Na osnovu IEEE 802.11-2012 standarda, svaka EDCAF nezavisno pokušava da pristupi medijumu pa su, osim eksternih kolizija, moguće i kolizije između EDCAF u jednom čvoru (interne kolizije). Interne kolizije rešavaju se u čvoru u kom su se javile, i u tom slučaju, TXOP će dobiti paketi one AC koja ima najviši prioritet, a paketi AC nižeg prioriteta, koje učestvuju u koliziji, ponašaće se kao u slučaju eksterne kolizije na bežičnom medijumu. Do ove vrste kolizija može da dođe jer svaka EDCAF pokreće slučajnu *backoff* proceduru, pa više od jedne EDCAF u istom čvoru može pokušati da pristupi medijumu. To je važno napomenuti jer se u predloženom QoS-HMCP protokolu, koji koristi osobine EDCA mehanizma, takođe vodilo računa i o internim kolizijama. Ako dve ili više EDCAF istog čvora istovremeno pokušaju da pristupe medijumu, kroz simulacije EDCA mehanizma, čvor će garantovati pristup samo jednoj (onoj koja ima najviši prioritet), na način definisan standardom.

Eksterne kolizije javljaju se kada dve ili više EDCAF u više različitih čvorova pokušaju istovremeno da pristupe medijumu. Nakon eksternih kolizija, sve EDCAF koje učestvuju u koliziji restartuju slučajnu *backoff* proceduru.

## **7.2. Opis QoS-HMCP protokola**

Kako je već rečeno u uvodu ove glave, u literaturi se može naći veliki broj algoritama dodele kanala za MCFI mreže, ali nijedan od njih ne vodi računa o QoS. S druge strane protokoli koji uvode diferenciranje prioriteta saobraćaja dizajnirani su za jednokanalne jedointerfejsne mreže. Iz tog razloga, javila se ideja za formiranje novog protokola, QoS-HMCP, koji uključuje QoS-EDCA mehanizam pristupa u okviru HMCP protokola, i na taj način vodi računa o kvalitetu servisa u MCFI mrežama. Naravno, novi protokol morao je da reši sve dodatne probleme koji nastaju sintezom dva prethodno navedena pristupa. Osnovni HMCP protokol podrazumeva u svakom čvoru formiranje onoliko redova čekanja koliko ima raspoloživih nepreklapajućih kanala u mreži. S druge strane, da bi se u svakom čvoru obezbedilo opsluživanje saobraćaja različitih prioriteta, neophodno je implementirati sve četiri EDCAF: VO, VI, BE i BK. Uzimajući to u obzir, ako je  $K$  broj nepreklapajućih kanala korišćenih u mreži, u predloženom QoS-HMCP protokolu svaki čvor ima  $4K$  redova čekanja.



U softverskoj implementaciji u ovom radu mreža radi na 3 nepreklapajuća kanala, što znači da u svakom čvoru postoji 12 redova čekanja [4]. Fiksni interfejs koristi jedan kanal sa 4 reda čekanja (za svaku AC po jedan), a promenljivi interfejs može koristiti preostala dva kanala od kojih svaki ima po 4 reda čekanja. Izbor kanala fiksnog interfejsa isti je kao kod HMCP protokola, tj. kanali fiksnih interfejsa se ravnomerno raspoređuju u dvohopovskom susedstvu kako je opisano u poglavlju 3.4.2.

Kao što je već u uvodu ove glave rečeno, predložene su četiri verzije QoS-HMCP protokola. Za svaku od njih važi da ako su redovi čekanja svih drugih kanala prazni nakon isteka *MaxSwitchTime* ili *TXOP* intervala, promenljivi interfejs ostaje na trenutno korišćenom kanalu. Osim toga, u slučaju kada su redovi čekanja sve četiri EDCAF trenutnog kanala prazni, a postoje paketi na nekom drugom kanalu, promenljivi interfejs menja kanal.

U slučaju kada postoje paketi i u redovima čekanja trenutnog kanala i u redovima čekanja ostalih kanala, predloženim varijantama QoS-HMCP protokola definisani su različiti kriterijumi promene kanala promenljivog interfejsa (opisani u narednim poglavljima) koji zavise od isteka karakterističnih vremenskih intervala, *MaxSwitchTime* ili *TXOP*.

Generalno je pravilo da ako su uslovi za promenu kanala ispunjeni, promenljivi interfejs će se prebaciti na kanal koji ima paket najvišeg prioriteta. Pored toga, ako postoji više kanala sa paketima istog prioriteta, promenljivi interfejs će se prebaciti na onaj kanal čiji paket najduže čeka. Potrebno je naglasiti da ova pravila važe za sve kriterijume promene kanala koji su opisani u narednim poglavljima.

### **7.2.1. Kriterijumi promene kanala u slučaju isteka *MaxSwitchTime* vremena**

S obzirom da se u okviru HMCP protokola nije vodilo računa o prioritetima, predložena su dva nezavisna kriterijuma promene kanala nakon isteka *MaxSwitchTime* intervala: ① SW1 koji zadržava kriterijum promene kanala iz HMCP protokola uz modifikaciju izbora kanala na koji se prebacuje promenljivi interfejs i ② SW2 koji menja kanal u zavisnosti od prioriteta paketa na drugim kanalima [4].

**SW1:** Nakon isteka *MaxSwitchTime* ispituje se da li u redovima čekanja nekog drugog kanala postoje paketi za slanje. Ako takvi paketi postoje, doći će do prebacivanja promenljivog interfejsa na drugi kanal.

**SW2:** Nakon isteka *MaxSwitchTime*, ispituje se da li na nekom drugom kanalu postoje paketi višeg prioriteta od paketa koji se nalaze u redu čekanja trenutnog kanala. Samo u slučaju da takvi paketi postoje, promenljivi interfejs će promeniti kanal. Ako trenutni kanal ima paket najvišeg prioriteta, promenljivi interfejs ostaje na istom kanalu i resetuje *MaxSwitchTime*.

### **7.2.2. Kriterijumi promene kanala u slučaju isteka TXOP vremena**

U cilju uvođenja EDCA mehanizma u MCMI mreže, definisana su dva nezavisna kriterijuma promene kanala nakon isteka TXOP intervala: ① TX1 koji zadržava način funkcionisanja EDCAF čvorova bez promene kanala, i ② TX2 koji menja kanal u zavisnosti od prioriteta paketa na drugim kanalima nakon isteka TXOP [4].

**TX1:** Nakon isteka TXOP intervala, promenljivi interfejs ostaje na istom kanalu, i na taj način ponovo se omogućava nadmetanje za medijum ostalih EDCAF na tom kanalu.

**TX2:** Nakon isteka TXOP intervala, proverava se da li na nekom drugom kanalu postoje paketi višeg prioriteta od paketa koji se nalaze u redu čekanja trenutnog kanala. Ako takvi paketi postoje promenljivi interfejs menja kanal.

### **7.2.3. Kombinovani kriterijumi**

Kombinacijom predloženih kriterijuma za promenu kanala dobijaju se četiri varijante QoS-HMCP protokola: SW1-TX1, SW1-TX2, SW2-TX1 i SW2-TX2. Važno je naglasiti da u svim varijantama do potencijalne promene kanala dolazi samo nakon isteka *MaxSwitchTime* ili *TXOP* intervala [4]. Blok dijagram algoritma prikazan je na slici 7.1.

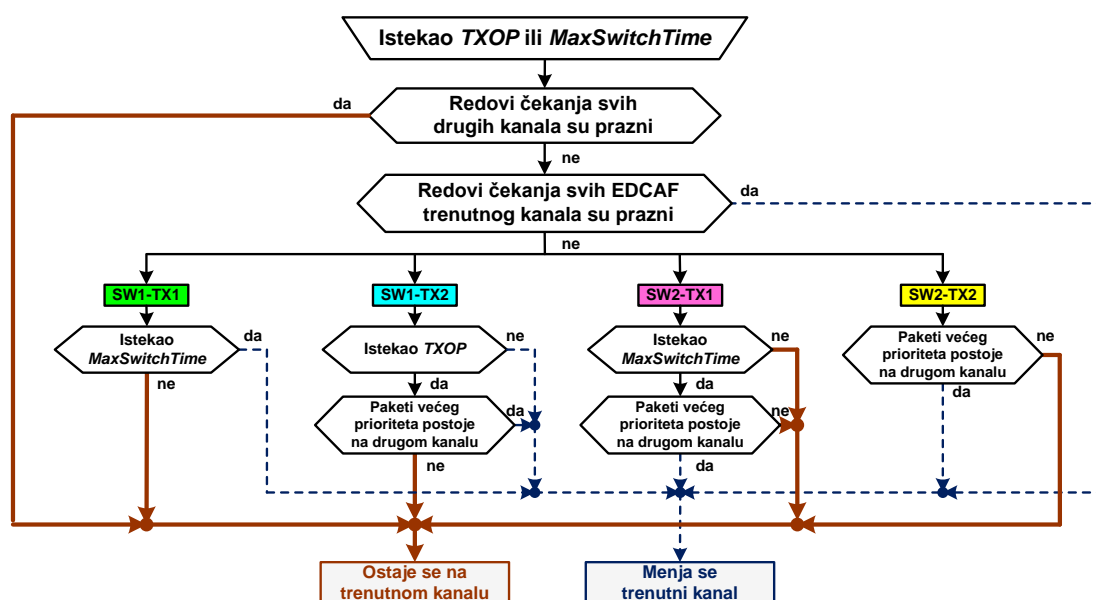
I) **SW1-TX1:** U ovoj varijanti, dokle god ne istekne *MaxSwitchTime* promenljivi interfejs ostaje na trenutnom kanalu. Na taj način, paketi nižeg prioriteta

trenutnog kanala imaju šansu da se izbere za medijum u okviru *MaxSwitchTime* intervala. S druge strane, paketi višeg prioriteta ostalih kanala moraju da čekaju.

II) **SW1-TX2**: Ako nakon isteka *TXOP* intervala postoje paketi višeg prioriteta na nekom drugom kanalu, promenljivi interfejs menja kanal. S obzirom da ako nije istekao *TXOP*, a jedan od dva intervala je istekao, onda je istekao *MaxSwitchTime*. Tada, na osnovu SW1 kriterijuma, promenljivi interfejs menja kanal. Na ovaj način se favorizuju paketi višeg prioriteta, a smanjuje se verovatnoća da paketi nižeg prioriteta pristupe medijumu za prenos.

III) **SW2-TX1**: Ako nakon isteka *MaxSwitchTime* intervala postoje paketi višeg prioriteta na nekom drugom kanalu, promenljivi interfejs menja kanal. S obzirom da ako nije istekao *MaxSwitchTime*, a jedan od dva intervala je istekao, onda je istekao *TXOP*. Tada, na osnovu TX1 kriterijuma promenljivi interfejs ostaje na trenutnom kanalu. Kako je vrednost *MaxSwitchTime* veća od *TXOP*, na ovaj način, paketi nižeg prioriteta imaju nešto veću šansu da pošalju svoje pakete nego u varijanti SW1-TX2.

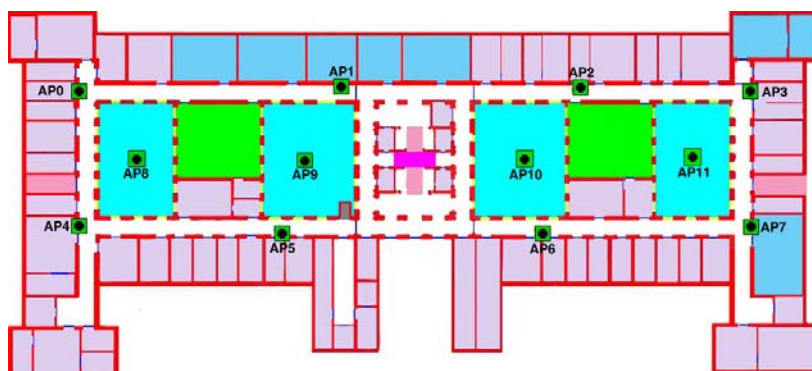
IV) **SW2-TX2**: U ovoj varijanti, nezavisno od toga koji je interval istekao, ako na drugom kanalu postoje paketi višeg prioriteta nego na trenutnom, promenljivi interfejs menja kanal. Sa ovom varijantom oba kriterijuma favorizuju prenos paketa visokog prioriteta.



Slika 7.1. Blok dijagram sve četiri predložene varijante QoS-HMCP protokola.

### 7.3. Analiza QoS-HMCP protokola

Za analizu protoka i kašnjenja u mreži korišćen je GlomoSim [9] simulator. Prethodno opisane varijante QoS-HMCP protokola i osnovni HMCP protokol implementirani su u okviru simulatora. Osim toga, implementirani su i mrežni protokol MCR i *powerMIC* metrika. Simulacije su izvršene za mrežu koja se sastoji od 12 statičnih čvorova raspoređenih tako da omogućavaju optimalno pokrivanje bežičnom mrežom *indoor* okruženja za potrebe Internet pristupa. Na slici 7.2 prikazane su pozicije čvorova postavljenih u prizemlju zgrade Elektrotehničkog fakulteta, Univerziteta u Beogradu (dimenzija 147.1m × 66.1m). Za potrebe simulacija i implementaciju izabrane metrike rutiranja korišćen je odgovarajući *indoor* propagacioni model opisan u poglavlju 5.3, koji je, takođe, uključen u GlomoSim simulator.



Slika 7.2. Raspored čvorova u mreži.

#### 7.3.1. Opis simulacija i ulaznih podataka za simulacije

U svim simulacijama, svi čvorovi u mreži imaju po dva IEEE 802.11b radio interfejsa, i svaki radio interfejs može da radi na jednom od tri nepreklapajuća kanala, koji su definisani 802.11b standardom. IEEE 802.11b je korišćen jer omogućava bolje radio pokrivanje od ostalih 802.11 standarda. Jedan interfejs radi na fiksnom kanalu, a drugi se prebacuje između druga dva kanala kako je opisano QoS-HMCP i HMCP protokolima. Maksimalni kapacitet svakog linka, vreme prebacivanja sa kanala na kanal (*switchingDelay*) i *MaxSwitchTime* su: 11 Mbps, 5ms, i 50ms, respektivno [4].

Korišćenje EDCA mehanizma u mreži obezbeđeno je QoS-HMCP protokolom. Parametri EDCA mehanizma korišćeni u simulacijama dati su tabelom 7.1. *TXOPLimit* jednak nuli znači da se samo jedan paket tačno definisane dužine može preneti u okviru TXOP intervala. Na fizičkom nivou korišćena je DSSS (*Direct-Sequence Spread*

*Spectrum*) tehnika prenosa. U slučaju osnovnog HMCP protokola, korišćen je DCF (*Distributed Coordination Function*) [3] mehanizam pristupa opisan u poglavlju 6.2.1.

*Tabela 7.1. EDCA parametri korišćeni u simulacijama.*

AC	CW <sub>min</sub>	CW <sub>max</sub>	AIFSN	TXOPLimit
VO	7	15	2	1.504ms
VI	15	31	2	3.008ms
BE	31	1023	3	0
BK	31	1023	7	0

Sve četiri saobraćajne kategorije (*voice, video, best-effort* i *background*) generisane su istovremeno na osnovu CBR (*Constant Bit Rate*) principa, tj. paketi se generišu u konstantnim intervalima. Veličine paketa po kategorijama i intervali u kojima se generišu paketi dati su tabelom 7.2. Veličine paketa određene kategorije iste su od početnog do krajnjeg trenutka trajanja simulacije.

*Tabela 7.2. Veličina paketa po saobraćajnim kategorijama i intervali u kojima se paketi generišu.*

Saobraćajna kategorija	VO	VI	BE	BK
Veličina paketa (Byte)	160	1280	1400	1600
Interval između paketa (ms)	20	16	14	12.5

Za svaki par predajnik-prijemnik, izvršena je jedna simulacija. S obzirom da u mreži ima dvanaest čvorova, postoji  $132=12 \cdot 11$  parova predajnik-prijemnik. Simulacije su izvršene za osnovni HMCP protokol i četiri verzije QoS-HMCP protokola. U cilju ravnopravnog upoređivanja i prikaza poboljšanja nastalog uvođenjem predloženog QoS-HMCP protokola, simulacije za osnovni HMCP protokol puštane su sa istim saobraćajnim opterećenjem kao u slučaju QoS-HMCP, iako HMCP protokol ne razlikuje kategorije saobraćaja. Trajanje jedne simulacije je 100 s.

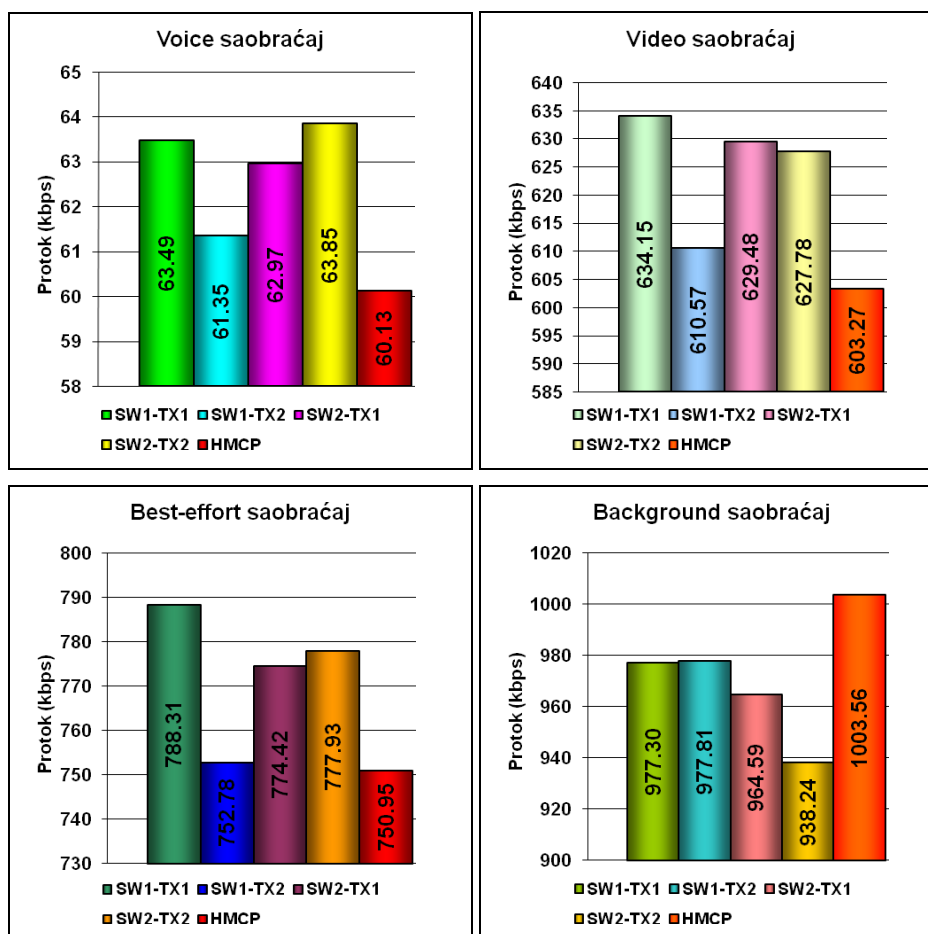
### **7.3.2. Uporedna analiza predloženih varijanti QoS-HMCP i osnovnog HMCP protokola po ostvarenom protoku**

U tabeli 7.3 date su minimalne i maksimalne vrednosti, a na slici 7.3 medijane ostvarenog protoka, klasifikovane po saobraćajnim kategorijama, za četiri varijante QoS-HMCP i osnovni HMCP protokol.

Tabela 7.3. Maksimalni i minimalni protoci za QoS-HMCP i HMCP protokol.

Protok (kbps)	SW1-TX1		SW1-TX2		SW2-TX1		SW2-TX2		HMCP	
	Min	Max	Min	Max	Min	Max	Min	Max	Min	Max
VO	44	65	18	64	38	65	55	65	22	64
VI	556	645	183	641	441	644	382	642	223	635
BE	559	819	210	815	229	816	480	817	476	803
BK	838	1103	820	1114	809	1095	807	1074	840	1124

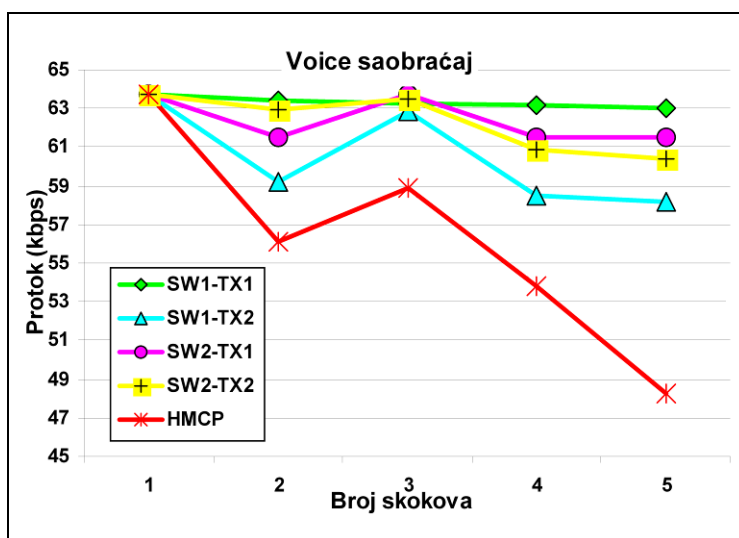
Iako su sve kategorije saobraćaja generisane istovremeno, u cilju upoređivanja osnovnog HMCP protokola i predloženih varijanti QoS-HMCP protokola, rezultati su dati odvojeno za svaku kategoriju. Treba naglasiti da iako HMCP protokol ne uzima u razmatranje različite kategorije saobraćaja, kroz simulacije u okviru prijemnog čvora, pristigli saobraćaj bilo je moguće svrstati u odgovarajuću kategoriju.



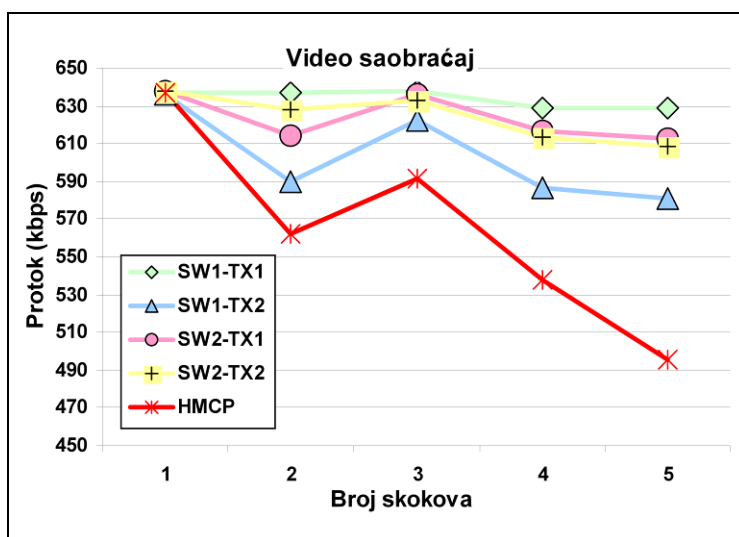
Slika 7.3. Medijane protoka za četiri varijante QoS-HMCP i osnovni HMCP protokol.

Kako medijana protoka najviše zavisi od definisanog saobraćajnog opterećenja, očekivano je da sve verzije QoS-HMCP protokola i osnovni HMCP protokol daju slične

rezultate. Da bi se izvršila bolja uporedna analiza, na slikama 7.4-7.7 date su medijane protoka za sve četiri saobraćajne kategorije, u zavisnosti od dužine putanje (broja skokova na putanji) za varijante QoS-HMCP protokola i osnovni HMCP protokol. Može se videti da su sve varijante QoS-HMCP protokola i osnovni HMCP protokol dali iste rezultate za sve saobraćajne kategorije za direktne putanje (putanje sa brojem skokova jednakim 1).



Slika 7.4. Medijana protoka za voice saobraćaj u funkciji od broja skokova.



Slika 7.5. Medijana protoka za video saobraćaj u zavisnosti od broja skokova.

Na slikama 7.4 i 7.5 date su medijane protoka u zavisnosti od dužine putanje za *voice* i *video* kategorije saobraćaja, respektivno. Osnovni HMCP protokol daje manje

protoke za obe kategorije nego bilo koja varijanta QoS-HMCP protokola. Kada se posmatraju varijante QoS-HMCP protokola, medijane protoka za obe kategorije saobraćaja imaju male varijacije u zavisnosti od varijante protokola.

Pre međusobne analize predloženih varijanti QoS-HMCP protokola, zanimljivo je primetiti da putanje dužine dva skoka daju manje protoke od putanja dužine tri skoka, za sve varijante QoS-HMCP protokola, i za osnovni HMCP protokol, što je posebno izraženo kod *voice* i *video* saobraćaja, slike 7.4 i 7.5. Ne treba zaboraviti da se testirana mreža nalazi u veoma kompleksnom *indoor* okruženju (slika 7.2) koje karakteriše veliki broj nestandardnih propagacionih efekata, od kojih je najznačajniji tunelski efekat duž hodnika. Kada su analizirane selektovane putanje, u ne malom broju slučajeva veza se uspostavljala između dva čvora između kojih postoji izrazita prepreka (npr. debeo zid). Utvrđeno je da je u tim slučajevima efikasnije uspostaviti vezu korišćenjem većeg broja linkova (ne direktno) i na neki način zaobići fizičku prepreku. Implementacijom na taj način koncipirane metrike rutiranja (kao što je korišćena *powerMIC* metrika), u nekim slučajevima, moguće je obezbediti veći protok preko putanja sa većim brojem skokova. Ovaj efekat dolazi do izražaja u velikom broju slučajeva u kojima se veći protok ostvaruje na putanjama koje imaju tri skoka u odnosu na putanje koje imaju dva skoka.

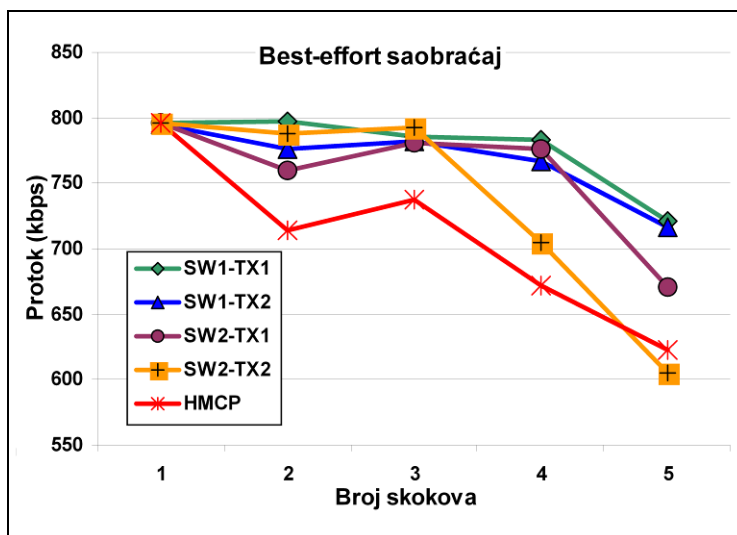
Na slikama 7.6. i 7.7 date su medijane protoka u zavisnosti od dužine putanje za četiri varijante QoS-HMCP i osnovni HMCP protokol, kada se posmatraju *best-effort* i *backgorund* kategorije saobraćaja, respektivno. Kao i kod kategorija visokog prioriteta, HMCP protokol daje manje protoke za *best-effort* saobraćaj nego bilo koja verzija QoS-HMCP protokola, dok su rezultati za *background* saobraćaj bolji primenom osnovnog HMCP protokola. To je i očekivano jer HMCP protokolom BK saobraćaj ima jednaku verovatnoću pristupa medijumu kao i ostale kategorije, pa samim tim ima veću šansu da pošalje pakete nego kada se koristi neka od verzija QoS-HMCP protokola.

Protok za BE saobraćaj je prilično ujednačen za sve varijante QoS-HMCP protokola za putanje do tri skoka, ali značajno opada za putanje dužine četiri i pet skokova, slika 7.6. Za duže putanje, varijanta SW2-TX2 daje mnogo manje protoke od ostalih varijanti.

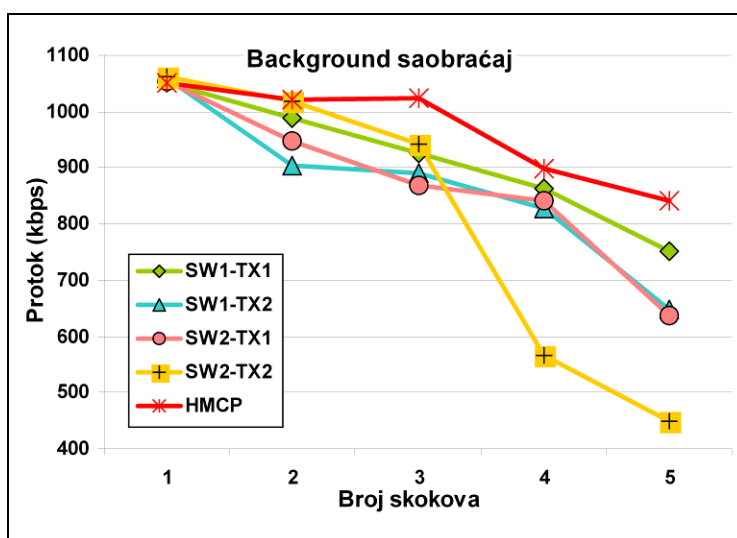
Sa sika 7.6 i 7.7 može se videti da sa povećanjem broja skokova na putanji, protok kod obe kategorije saobraćaja u opada. Do ove pojave dolazi jer *voice* i *video*



kategorije saobraćaja imaju veću šansu da se izbere za medijum od BE i BK kategorija, tj. imaju veću šansu da pošalju podatke. Kada je potrebno pakete poslati po dužim putanjama, BE i BK kategorije saobraćaja treba da se izbere za medijum u svakom čvoru putanje, što još više smanjuje verovatnoću prenosa paketa ovim kategorijama. Zbog toga je protok BE i BK kategorija kod prenosa podataka preko putanja sa većim brojem skokova značajno degradiran u odnosu na putanje sa manjim brojem skokova.



*Slika 7.6. Medijana protoka za best-effort saobraćaj u zavisnosti od broja skokova.*



*Slika 7.7. Medijana protoka za background saobraćaj u zavisnosti od broja skokova.*

Kod BK saobraćaja, protok kontinualno opada sa porastom broja skokova kod svih varijanti QoS-HMCP protokola, slika 7.7. Razlog tome leži u nemogućnosti BK

saobraćaja da dobije TXOP, jer je velika verovatnoća da će pre BK EDCAF pravo pristupa dobiti neka od *voice*, *video* ili *best-effort* EDCAF. Slično kao i kod BE saobraćaja, varijantom SW2-TX2 dobijaju se najmanji protoci. To se moglo i očekivati jer u ovoj varijanti protokola oba kriterijuma promene kanala favorizuju kategorije višeg prioriteta.

### **7.3.3. Uporedna analiza predloženih varijanti QoS-HMCP i osnovnog HMCP protokola po srednjem kašnjenju s kraja na kraj**

Srednje kašnjenje s kraja na kraj (*average end-to-end delay*) možda je i važniji parametar od ostvarenog protoka u mreži, posebno za prenos multimedijalnih paketa, s obzirom da za *voice* i *video* pakete vrednosti kašnjenja ne bi smele da prevazilaze 20 ms i 100 ms, respektivno. Iz tog razloga, izvršena je analiza srednjeg kašnjenja s kraja na kraj u mreži (u daljem tekstu – kašnjenja).

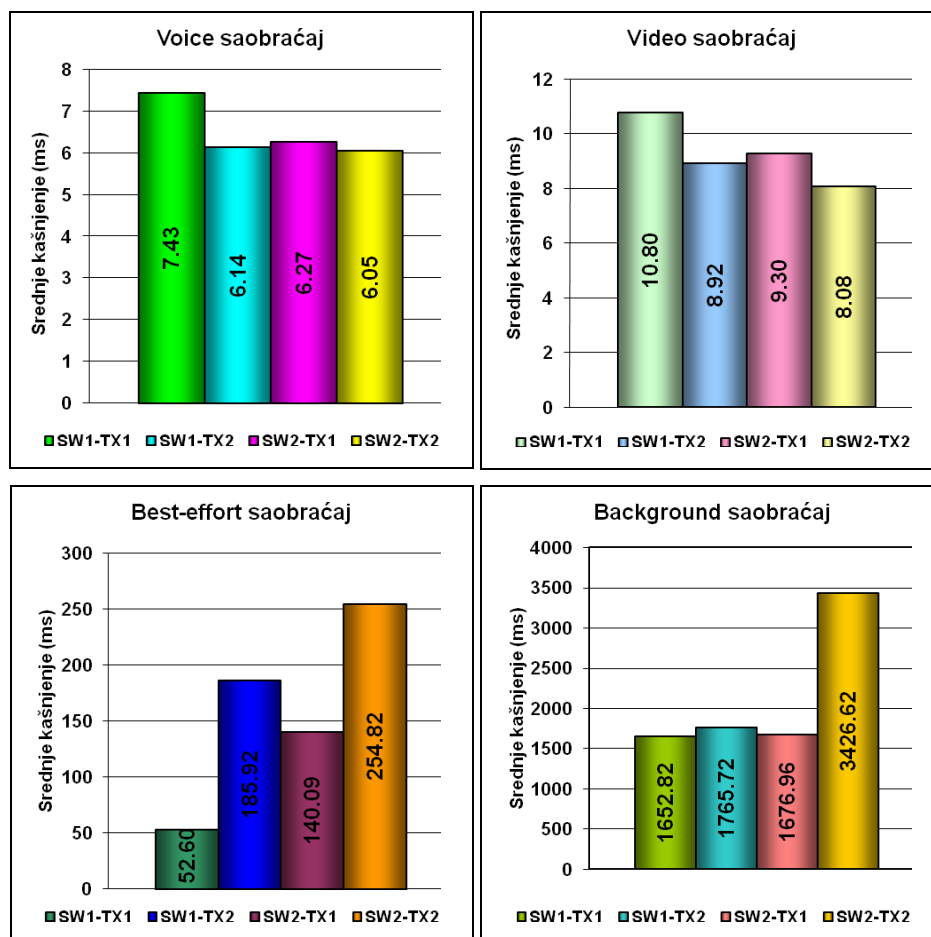
Kao što je već ranije napomenuto, kroz simulacije, u okviru prijemnog čvora, moguće je svrstati saobraćaj u odgovarajuću kategoriju. Međutim, za osnovni HMCP protokol, rezultati po pitanju srednjeg kašnjenja s kraja na kraj isti su za sve kategorije saobraćaja. Iz tog razloga na slici 7.8 prikazane su vrednosti kašnjenja, klasifikovane po saobraćajnim kategorijama, samo za četiri varijante QoS-HMCP protokola, dok srednje kašnjenje za osnovni HMCP protokol iznosi 578.4 ms. Osim toga, u tabeli 7.4 date su odgovarajuće minimalne i maksimalne vrednosti kašnjenja s kraja na kraj.

*Tabela 7.4. Minimalne i maksimalne vrednosti srednjeg kašnjenja za četiri varijante QoS-HMCP i osnovni HMCP protokol.*

Kašnjenje (ms)	SW1-TX1		SW1-TX2		SW2-TX1		SW2-TX2		HMCP	
	Min	Max	Min	Max	Min	Max	Min	Max	Min	Max
VO	1.4	42.1	1.4	20.6	1.4	25.6	1.4	18.8	2.5	5200.2
VI	2.1	53.8	2.0	29.6	2.1	39.1	2.0	27.6		
BE	2.4	1533.4	2.4	3505.2	2.5	2565.0	2.5	4489.1		
BK	2.5	7009.1	2.6	17221.4	2.5	14966.3	2.6	24509.1		

Vidi se da su vrednosti kašnjenja *voice*, *video* i *best-effort* saobraćaja, primenom bilo koje verzije QoS-HMCP protokola mnogo manje nego kašnjenje dobijeno primenom osnovnog HMCP protokola. S druge strane, kada je u pitanju *background* saobraćaj osnovnim protokolom ostvaruje se manje kašnjenje nego bilo

kojom verzijom QoS-HMCP protokola. Ako se analiziraju samo predložene verzije QoS-HMCP protokola, kašnjenja za VO i VI saobraćaj najmanja su primenom SW2-TX2 varijante, a najveća SW1-TX1, dok su rezultati za BE i BK saobraćaj suprotni. Ovo je očekivano, uzimajući u obzir način na koji su definisani kriterijumi dodele kanala u okviru različitih verzija QoS-HMCP protokola.

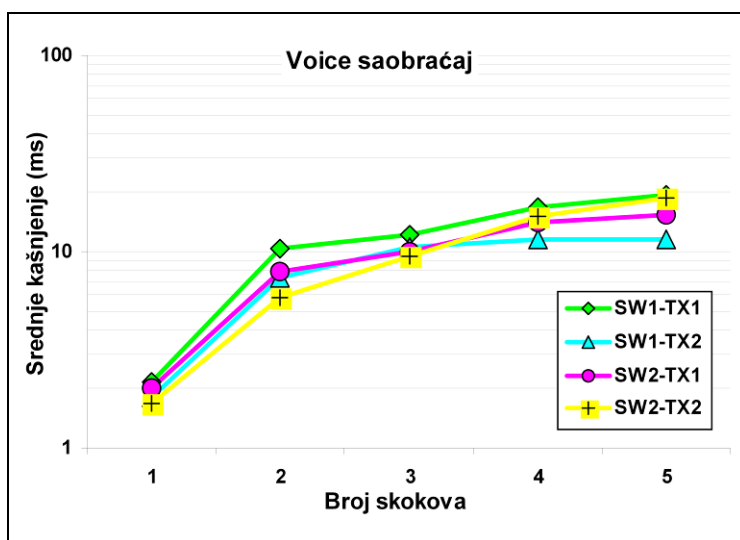


Slika 7.8. Srednje kašnjenje za četiri AC i četiri varijante QoS-HMCP protokola.

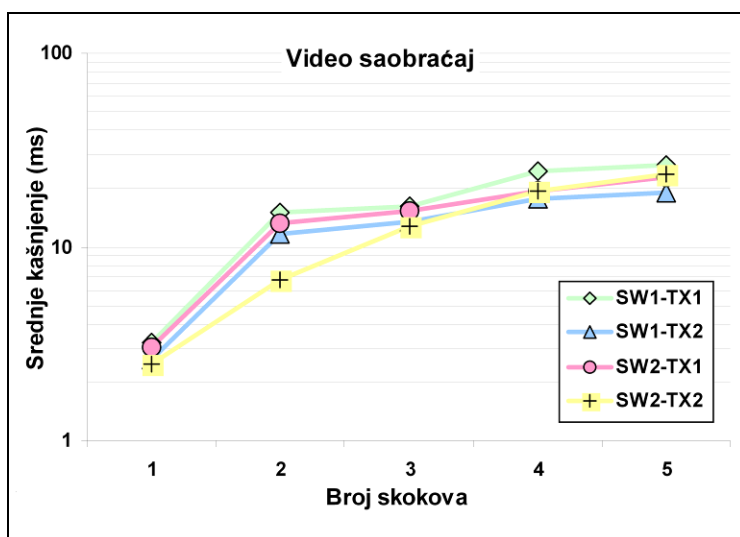
Za dalje upoređivanje osnovnog HMCP protokola i varijanti QoS-HMCP protokola, izvršena je analiza srednjeg kašnjenja s kraja na kraj u zavisnosti od dužine putanje (broja skokova). Kašnjenja za definisano saobraćajno opterećenje u slučaju osnovnog HMCP protokola (nezavisno od saobraćajne kategorije, jer kategorije nisu ni definisane ovim protokolom) iznose 7.3 ms, 625 ms, 804 ms, 2069 ms i 2225 ms, za putanje dužine 1, 2, 3, 4 i 5 skokova, respektivno. Rezultati za predložene varijante QoS-HMCP protokola date su na slikama 7.9 – 7.12, pri čemu su kašnjenja ostvorena

osnovnim HMCP protokolom isključena sa slika da bi prikazani rezultati bili pregledniji.

Kašnjenja za VO (slika 7.9) i VI (slika 7.10) za sve varijante QoS-HMCP protokola su za red veličine manja nego u slučaju primene osnovnog HMCP protokola. Osim toga, kašnjenja za BE saobraćaj (slika 7.11) primenom sve četiri verzije QoS-HMCP manja su nego osnovnim HMCP protokolom. Međutim, BK saobraćaj daje manja kašnjenja primenom osnovnog HMCP protokola (slika 7.12).



Slika 7.9. Srednje kašnjenje za voice saobraćaj u zavisnosti od broja skokova.

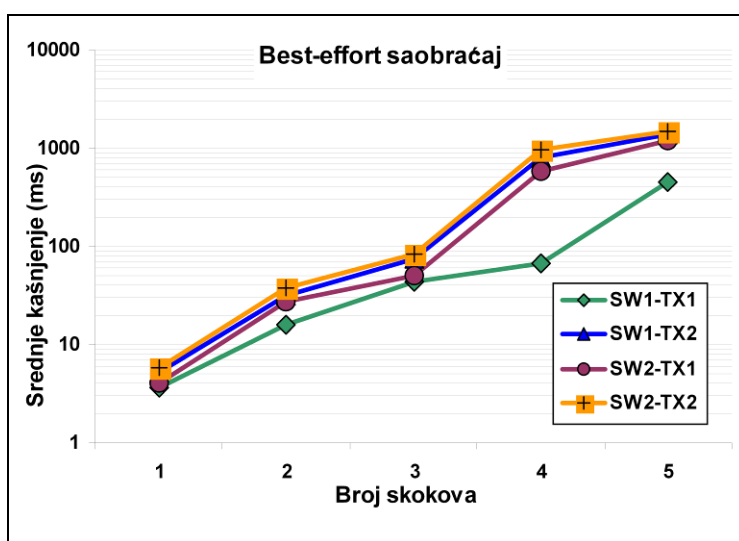


Slika 7.10. Srednje kašnjenje za video saobraćaj u zavisnosti od broja skokova.

Ako se analiziraju varijante QoS-HMCP protokola za *voice* (slika 7.9) i *video* (slika 7.10) saobraćaj, vidi se da varijanta SW2-TX2 daje najmanje kašnjenje za putanje dužine do tri skoka, dok za duže putanje verzija SW1-TX2 pokazuje manje kašnjenje od svih ostalih varijanti. Možda bi bilo prirodno pretpostaviti da bi se SW2-TX2 varijantom dobilo najmanje kašnjenje za kategorije višeg prioriteta nezavisno od dužine putanje. Međutim, na osnovu definicije SW2 i TX2 kriterijuma, SW2-TX2 varijantom QoS-HMCP protokola promena kanala je najčešća, čime se ukupno kašnjenje s kraja na kraj povećava (zbog dodatnog kašnjenja usled prebacivanja sa kanala na kanal, *switchingDelay*). To dolazi do izražaja kod putanja sa većim brojem skokova.

Rezultati kašnjenja primenom predloženih varijanti protokola, za kategorije nižeg prioriteta, *best-effort* i *background*, prikazani su na slikama 7.11 i 7.12, respektivno. Na osnovu ovih rezultata, dolazi se upravo do suprotnog zaključka nego analizom kategorija višeg prioriteta.

Za obe kategorije, BE i BK, za putanje do tri skoka sve varijante predloženog protokola daju relativno slične rezultate.

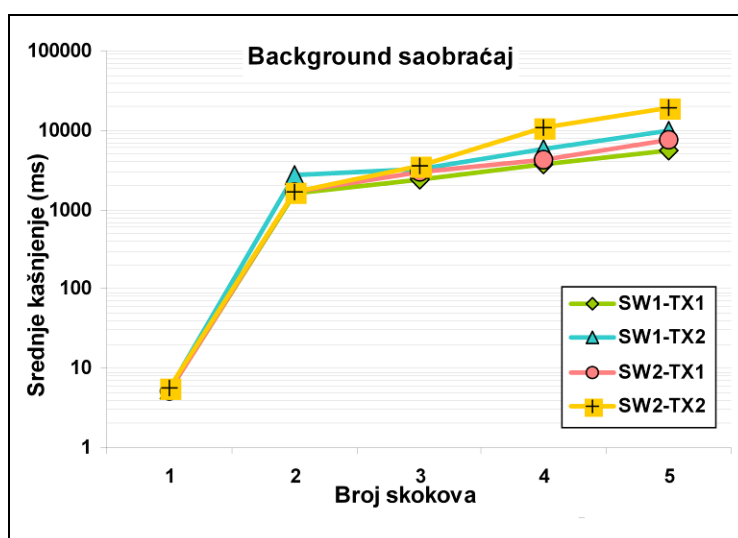


Slika 7.11. Srednje kašnjenje za *best-effort* saobraćaj u zavisnosti od broja skokova.

Kod BE kategorije saobraćaja, slika 7.11, sa povećanjem broja skokova na putanji, kašnjenje raste primenom bilo koje varijante, ali je najmanje za varijantu SW1-TX1. Kašnjenja primenom ostalih varijanti daju slične vrednosti čak i kod putanja preko tri skoka. To je i očekivano jer se SW1-TX1 varijantom protokola najmanje favorizuju

kategorije visokog prioriteta, pa je i veća mogućnost da se pošalju paketi nižeg prioriteta.

Zanimljivo je primetiti da kod BK kategorije, slika 7.12, sa povećanjem broja skokova kašnjenje veoma brzo raste primenom bilo koje varijante, ali da je kašnjenje najveće primenom SW2-TX2 varijante. Kao i kod BE saobraćaja, najveću mogućnost pristupa medijumu BK saobraćaj ima primenom SW1-TX1 varijante, pa je zato kašnjenje primenom te varijante protokola najmanje.



Slika 7.12. Srednje kašnjenje za background saobraćaj u zavisnosti od broja skokova.

### **7.3.4. Uporedna analiza predloženih varijanti QoS-HMCP i osnovnog HMCP protokola po ostvarenom srednjem kašnjenju s kraja na kraj u zavisnosti od saobraćajnog opterećenja**

Osim analize kašnjenja s kraja na kraj u zavisnosti od dužine putanje, izvršena je analiza srednjeg kašnjenja s kraja na kraj pod različitim saobraćajnim opterećenjima (TL – *traffic load*) za osnovni HMCP i sve varijante QoS-HMCP protokola. Sve četiri saobraćajne kategorije generisane su istovremeno po principu CBR. Veličine paketa za svaku kategoriju i intervali između generisanih paketa dati su u tabeli 7.5. TL3 predstavlja saobraćajno opterećenje koje je korišćeno u prethodnim analizama, dok su generisana još dva veća (TL1, TL2) i dva manja (TL4, TL5) saobraćajna opterećenja.

Rezultati simulacija su pokazali da komunikacija preko direktnih putanja (broj skokova jednak 1) daje isto kašnjenje za sve verzije QoS-HMCP protokola i osnovni

HMCP protokol. Na osnovu toga, da bi se ostvarilo bolje poređenje, iz naredne analize isključeni su rezultati za direktne putanje.

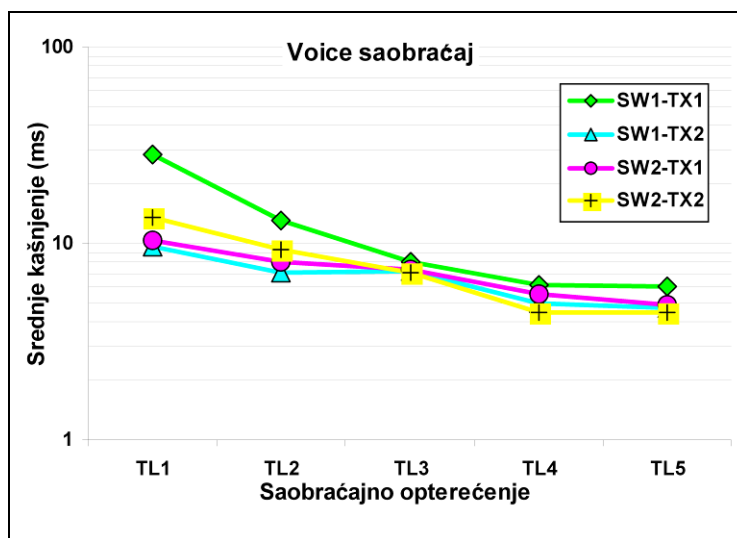
*Tabela 7.5. Saobraćajna opterećenja (Intervali između generisanih paketa – IIP, Veličina paketa – VP).*

Saobraćajna kategorija Saobraćajno opterećenje	VO		VI		BE		BK	
	IIP (ms)	VP (Byte)	IIP (ms)	VP (Byte)	IIP (ms)	VP (Byte)	IIP (ms)	VP (Byte)
TL1	10	160	8	1280	7	1400	6.25	1600
TL2	15		12		10.5		9.375	
TL3	20		16		14		12.5	
TL4	50		40		35		31.25	
TL5	100		80		70		62.5	

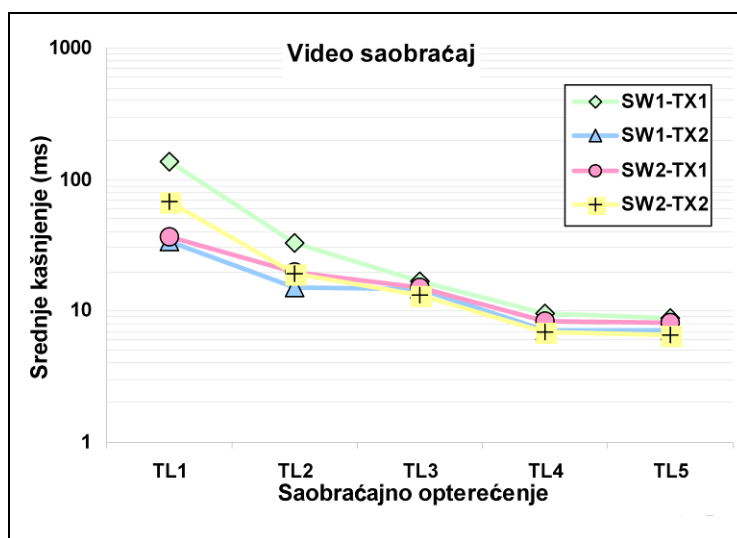
Srednja kašnjenja u slučaju primene osnovnog HMCP protokola imaju vrednosti *4250.4 ms*, *2898.1 ms*, *1145.1 ms* (ova vrednost razlikuje se od vrednosti navedene u prethodnom poglavlju jer su rezultati za direktne putanje, koji su isti za sve primenjene varijante QoS-HMCP protokola, isključeni iz ove analize), *27.3 ms* i *8.5 ms*, za saobraćajna opterećenja TL1, TL2, TL3, TL4 i TL5, respektivno. Za velika saobraćajna opterećenja, osnovni HMCP protokol pokazuje neprihvatljivo kašnjenje za *voice* i *video* saobraćaj. Osim toga, čak i za manje saobraćajno opterećenje (TL4), kašnjenje je neprihvatljivo za *voice* saobraćaj. Srednje kašnjenje s kraja na kraj u funkciji saobraćajnog opterećenja za četiri predložene varijante QoS-HMCP dato je na slikama 7.13 - 7.16.

Pod izrazito velikim saobraćajnim opterećenjem *voice* saobraćaj (slika 7.13) ima kašnjenje manje od 10 ms samo primenom SW1-TX2 varijantom. Varijantama SW2-TX1 i SW2-TX2 kašnjenje je veće od 10 ms, ali je i dalje ispod 20 ms, dok varijanta SW1-TX1 daje neprihvatljivo kašnjenje za *voice* saobraćaj (preko 20 ms). Ako se analiziraju manja saobraćajna opterećenja, sve varijante daju slične rezultate.

Do sličnog zaključka može se doći i analizom video saobraćaja, slika 7.14. Varijanta SW1-TX1 daje neprihvatljivo kašnjenje (veće od 100 ms), a najmanje kašnjenje ostvaruje se varijantom SW1-TX2. Slično kao i kod *voice* saobraćaja, za manja saobraćajna opterećenja sve varijante daju slične rezultate.



Slika 7.13. Srednje kašnjenje za voice saobraćaj u zavisnosti od saobraćajnog opterećenja.



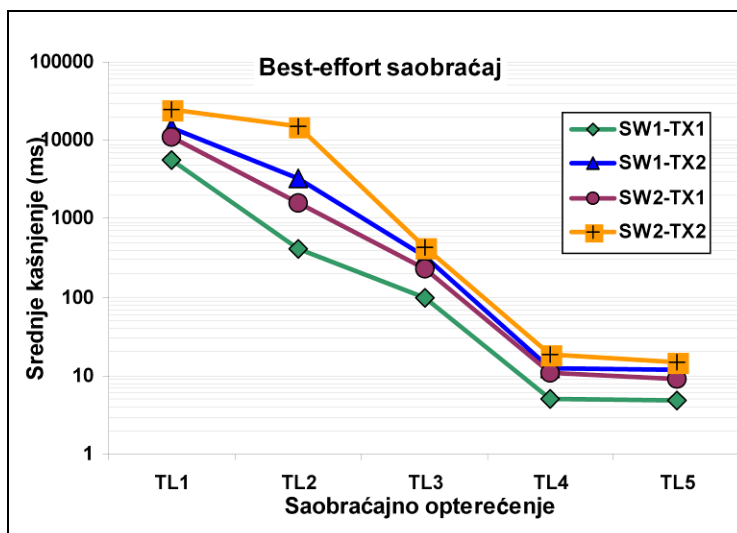
Slika 7.14. Srednje kašnjenje za video saobraćaj u zavisnosti od saobraćajnog opterećenja.

Ako se posmatraju saobraćajne kategorije nižeg prioriteta (slike 7.15 i 7.16), pod velikim saobraćajnim opterećenjima varijanta SW2-TX2 daje najveće kašnjenje, dok najmanje kašnjenje daje verzija SW1-TX1.

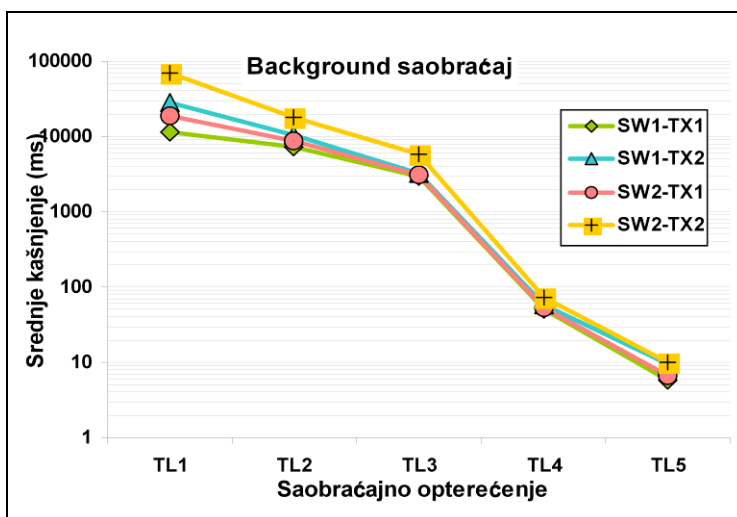
Na osnovu svih prethodnih analiza može se zaključiti da varijanta SW1-TX2 daje najbolje ukupne performanse za kategorije saobraćaja visokog prioriteta. To je



posebno izraženo kod dužih putanja i u slučaju veoma velikog saobraćajnog opterećenja. Sa druge strane, za nisko prioritetne kategorije saobraćaja najbolje rezultate daje SW1-TX1 varijanta. Međutim, sa SW1-TX1 *voice* i *video* saobraćaj imaju neprihvatljivo kašnjenje u slučaju velikog saobraćajnog opterećenja.



Slika 7.15. Srednje kašnjenje za best-effort saobraćaj u zavisnosti od saobraćajnog opterećenja.



Slika 7.16. Srednje kašnjenje za background saobraćaj u zavisnosti od saobraćajnog opterećenja.

## 7.4. Zaključak

U ovom poglavlju analiziran je novi protokol za sloj linka, QoS-HMCP. Predloženi protokol vodi računa o QoS zahtevima u višekanalnim višeinterfejsnim bežičnim *mesh* mrežama i koristi hibridnu strategiju dodele kanala ostvarenu korišćenjem HMCP protokola koji obezbeđuje da mreža ima mala paketska zagušenja (*overhead*) i nisku interferenciju, a ostvarena je dobra mrežna povezanost.

Da bi QoS-HMCP protokol uspešno funkcionisao bilo je neophodno definisati koordinaciju promene kanala za svaki interfejs, kao i proceduru nadmetanja za medijum EDCAF čvorova nakon isteka odgovarajućeg vremenskog intervala u okviru koga odgovarajuća EDCAF ima pravo pristupa bežičnom medijumu. Predložene su i opisane četiri varijante procedura dodele kanala i ponašanja EDCAF čvorova, nazvane: SW1-TX1, SW1-TX2, SW2-TX1, i SW2-TX2.

Kako u dostupnoj literaturi ne postoji protokol za MCMI mreže koji vodi računa o podršci QoS, sve četiri predložene varijante QoS-HMCP protokola upoređene su sa osnovnim HMCP protokolom kako bi se prikazala poboljšanja u ostvarenom protoku i srednjem kašnjenju s kraja na kraj primenom novog protokola za kategorije višeg prioriteta. Osim toga, varijante QoS-HMCP protokola upoređene su međusobno (poređenjem ostvarenog protoka i kašnjenja s kraja na kraj), kako bi se odredilo koja od predloženih varijanti QoS-HMCP protokola je optimalna i pod kojim uslovima.

Rezultati simulacija pokazali su da sve varijante QoS-HMCP protokola pokazuju mnogo bolje performanse od osnovnog HMCP protokola za *voice*, *video* i *best-effort* saobraćaj, posebno po pitanju ostvarenog srednjeg kašnjenja s kraja na kraj. Ovi rezultati opravdavaju uvođenje QoS podrške u MCMI-WMN mreže. S obzirom da kod osnovnog HMCP protokola sve saobraćajne kategorije imaju istu verovatnoću pristupa medijumu, on daje bolje rezultate za *background* saobraćaj.

Za kategorije saobraćaja visokog prioriteta, analiza protoka pokazala je da nezavisno od dužine putanje (broja skokova) sve varijante QoS-HMCP protokola imaju male razlike u ostvarenom protoku. Na osnovu toga, potrebno je odabrati varijantu protokola kojom se ostvaruje najmanje kašnjenje. Analizom srednjeg kašnjenja s kraja na kraj pokazano je da za putanje do tri skoka, sve QoS-HMCP varijante imaju približno isto kašnjenje za BE i BK saobraćaj, dok je za VO i VI saobraćaj kašnjenje

najmanje primenom SW2-TX2. Ova varijanta favorizuje pakete visokog prioriteta, jer nezavisno koji vremenski interval istekne, *MaxSwitchTime* ili *TXOP*, ako na drugom kanalu postoje paketi višeg prioriteta nego na trenutnom, doći će do promene kanala.

U slučaju putanja sa više od tri skoka, za VO i VI saobraćaj najmanje kašnjenje dala je varijanta SW1-TX2. Kod ove varijante podrazumeva se da promenljivi interfejs može promeniti kanal ako nakon isteka *TXOP* intervala postoje paketi višeg prioriteta na nekom drugom kanalu, ali i da će nakon isteka *MaxSwitchTime* intervala promenljivi interfejs promeniti kanal, čak iako na nekom drugom kanalu postoje paketi nižeg prioriteta. Rezultati su očekivani, s obzirom da u slučaju selektovanja putanje sa velikim brojem skokova primenom SW2-TX2 varijante dolazi do česte promene kanala, kojom se uvodi dodatno kašnjenje usled čestog prebacivanja radio interfejsa sa kanala na kanal (*switchingDelay*).

Pored navedenih analiza, analizirano je i srednje kašnjenje s kraja na kraj pod različitim saobraćajnim opterećenjem. Kada je saobraćajno opterećenje veoma veliko, osnovni HMCP protokol pokazuje mnogo veća kašnjenja nego bilo koja varijanta QoS-HMCP protokola. Osim toga, rezultati su pokazali da u slučaju izrazito velikog saobraćajnog opterećenja jedino SW1-TX2 varijanta QoS-HMCP protokola za *voice* saobraćaj daje kašnjenje ispod 10 ms, kao i da se primenom SW1-TX1 varijante ostvaruju neprihvatljiva kašnjenja i za *voice* (preko 20 ms) i za video saobraćaj (preko 100 ms).

Na osnovu svih prethodnih analiza može se zaključiti da SW1-TX2 varijanta QoS-HMCP protokola daje najbolje ukupne performanse. Sa predloženom SW1-TX2 varijantom QoS-HMCP protokola, kategorije saobraćaja visokog prioriteta ostvaruju mala kašnjenja, dok saobraćajne kategorije nižeg prioriteta uspevaju da se izbore za medijum, što je bila osnovna motivacija uvođenja QoS u MCMI-WMN mreže.

## **Literatura:**

- [1] I. F. Akyildiz, X. Wang. A Survey on Wireless Mesh Networks. *IEEE Communications Magazine*, 43(9): S23–S30, September 2005.
- [2] Y. Zhang, J. Luo, H. Hu. *Wireless mesh networking: Architectures, Protocols and Standards*. Auerbach Publications (CRC Press), 2007.
- [3] IEEE 802.11-2012: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications. IEEE, Decembar 2012.
- [4] **M. Malnar, N. Neskovic, A. Neskovic. A new quality of service aware multi-channel multi-interface link layer protocol for wireless mesh networks. *Wireless Networks*, DOI: 10.1007/s11276-014-0818-7, 2014.**
- [5] P. Kyasanur, N. H. Vaidya. Routing and interface assignment in Multi Channel Multi Interface Wireless Networks. *Proceedings of IEEE Wireless Communications and Networking Conference*, vol. 4, pp: 2051 – 2056, Mart 2005.
- [6] P. Kyasanur, N. H. Vaidya. Routing and link-layer protocols for multi-channel multi-interface ad hoc wireless networks, *ACM Mobile Computing and Communications review*, 10(1): 31 – 43, 2006.
- [7] P. Kyasanur, J. So, C. Chereddi, N. H. Vaidya. Multi Channel Mesh Networks: Challenges and Protocols. (invited paper) *IEEE Wireless Communications Magazine*, 13(2): 30–36, 2006.
- [8] **M. Malnar, N. Neskovic, A. Neskovic. Novel power-based routing metrics for multi-channel multi-interface wireless mesh networks. *Wireless Networks*. 20(1):41-51, 2014.**
- [9] GlomoSim simulator: <http://pcl.cs.ucla.edu/projects/domains/glomosim.htm>

## 8. Zaključak

U savremenom društvu, sve češća upotreba laptop uređaja, tablet računara, pametnih telefona i sličnih uređaja u velikoj meri povećava primenu bežičnih komunikacija. Sa porastom potreba za prenosom podataka preko bežičnih mreža, dolazi do sve veće razmene saobraćaja bežičnim putem, i potrebe za prenosom multimedijalnih sadržaja (govornih i video poruka). Pored toga, korisnici žele da ostvare prenos podataka uz velike protoke i veoma malo kašnjenje.

Iako bežične *mesh* mreže – WMN (*Wireless Mesh Network*) i mobilne *ad hoc* mreže – MANET (*Mobile ad hoc Network*) u osnovi koriste isti koncept – komunikaciju između čvorova preko više bežičnih linkova, ove dve vrste mreža zasnivaju se na različitim aspektima. MANET mreže fokusiraju se na mobilnosti čvorova, dok se WMN uglavnom fokusiraju na statičke uređaje, pouzdanost, mrežne kapacitete i praktičan razvoj. Osim toga, ako bi se WMN uporedile sa standardnim bežičnim lokalnim mrežama – WLAN (*Wireless Local Area Network*), pokazalo bi se da WMN obezbeđuju veću fleksibilnost, pouzdanost i bolje performanse.

Rutiranje u bežičnim *mesh* mrežama tema je koja se aktivno razvija poslednjih desetak godina. Velike uštede u resursima, koje se mogu ostvariti dobro osmišljenim protokolom rutiranja, nameću nova istraživanja i težnju za protokolom rutiranja koji bi obezbedio veće protoke korisničkih podataka, uz što manje kašnjenje. Imajući u vidu da se svim protokolima rutiranja pronalazi više različitih putanja od izvorišnog do odredišnog čvora, neophodno je formirati kriterijum po kom bi se, od raspoloživih putanja, izabrala optimalna. Iz tog razloga razvijaju se metrike rutiranja, koje definišu kriterijume za određivanje optimalne putanje. Metrike rutiranja uključuju sve veći broj parametara koji utiču na kvalitet linkova (verovatnoću gubitka paketa, interferenciju,

kašnjenje, potrošnju snage i sl). S obzirom da korisnici zahtevaju brz i efikasan prenos podataka, protokoli i metrike rutiranja moraju biti razvijeni tako da obezbede povećanje protoka, smanjenje kašnjenja i unapređenje kvaliteta servisa, QoS (*Quality of Service*). Imajući u vidu da jednokanalne jednointerfejsne mreže više ne mogu da zadovolje sve veće zahteve korisnika, sve veća pažnja posvećuje se razvoju višekanalnih višeinterfejsnih mreža – MCMI (*Multi Channel Multi Interface*).

Predmet istraživanja izložene doktorske disertacije je optimizacija protokola i metrika rutiranja za MCMI-WMN, koji imaju za cilj da obezbede što veće protoke, što manja kašnjenja, kao i unapređenje kvaliteta servisa, posebno za multimedijalne aplikacije osetljive na kašnjenja (govorne i video aplikacije). U okviru disertacije predložene su tri nove metrike rutiranja, kao i novi protokol za sloj linka koji uključuje QoS podršku u MCMI mreže. Analiza predloženih rešenja izvršena je na bazi rezultata simulacija realizovanih u mrežnom simulatoru GlomoSim.

Protokoli i metrike rutiranja moraju da vode računa i o kompleksnim radio okruženjima u okviru kojih se realizuju bežične *mesh* mreže (npr. realizacija bežičnih *mesh* mreža unutar objekata). I, pored toga, što moraju da isprate česte promene uslova propagacije, protokoli i metrike moraju da obezbede pouzdanu i efikasnu komunikaciju kroz mrežu. S obzirom da MAC (*Medium Access Control*) i fizički sloj imaju veliki uticaj na rutiranje, u protokol rutiranja neophodno je uključiti metriku koja je povezana sa ovim slojevima, i na taj način zadovoljiti tzv. *cross layer* dizajn. Sve bežične mreže, samim tim i WMN, karakteriše velika dinamika signala na ulazu u prijemnik, a informacija o tome ni na koji način se ne uključuje u izbor optimalne putanje. Osim toga, propagacija elektromagnetnog talasa u složenim sredinama, u kojima se WMN mreže realizuju, opisuje se najjednostavnijim propagacionim modelima. Posledica ovakvog pristupa može biti da sprovedena analiza ne daje realnu sliku performansi mreže. Da bi rezultati simulacija bili što je moguće približniji situacijama u realnoj mreži, u okviru disertacije određeni su optimalni parametri i korišćen realni propagacioni model koji na adekvatan način predstavlja okruženje u kome se implementira bežična mreža. U nastavku su, na osnovu sprovedenih simulacija i analize dobijenih rezultata, predložene tri nove metrike, nazvane *powerETX*, *powerWCETT* i *powerMIC*, koje, osim parametara koje uključuju njihove originalne metrike, ETX, WCETT i MIC, respektivno, u cenu linka uvode i parametar koji zavisi od nivoa snage

signala na ulazu u prijemnik. Imajući u vidu da se merenje nivoa snage signala na prijemu već ostvaruje u svakom čvoru, praktična realizacija ovako definisanih metrika moguća je bez hardverskih izmena i uz minimalne softverske izmene, a samim tim i bez velikih troškova i dodatnih ulaganja u mrežu.

Na osnovu analize rezultata sprovedenih simulacija, donet je zaključak da sve tri predložene metrike rutiranja daju bolje rezultate (po pitanju protoka korisničkih podataka i srednjeg kašnjenja s kraja na kraj u mreži) od postojećih metrika rutiranja. Osim toga, sve tri predložene metrike rutiranja, međusobno upoređene, pokazale su da je *powerMIC* metrika najbolja. Imajući u vidu da je i među originalnim metrikama najbolje rezultate dala MIC metrika, a najlošije ETX, pokazano je da uvedena modifikacija zadržava iste odnose kao originalne metrike, a da svaka nova metrika daje bolje rezultate od odgovarajuće postojeće metrike.

Osim predloženih novih metrika rutiranja, u okviru doktorske disertacije predložen je i opisan i novi protokol za sloj linka, koji uvodi podršku QoS u višekanalne višeinterfejsne WMN. Među dostupnim protokolima za WMN nema protokola za MCMI mreže koji vode računa o kvalitetu servisa. Dostupni protokoli koji se bave ovom tematikom, formirani su samo za jednokanalne jednointerfejsne WMN. S obzirom da svakim danom raste broj korisnika koji imaju potrebu za prenosom multimedijalnih sadržaja osetljivih na kašnjenja, neophodno je razviti protokole koji osim velikog ostvarenog protoka podataka imaju veoma mala kašnjenja. Kako povećanje broja interfejsa u svakom čvoru povećava raspoloživi protok, a uvođenje klasifikacije saobraćaja u zavisnosti od zahtevanog kvaliteta servisa smanjuje kašnjenje servisima osetljivim na kašnjenja, razvijena je ideja koja kombinuje ova dva pristupa. Na taj način osmišljen je novi protokol za sloj linka, nazvan QoS-HMCP (*Quality of Service Hybrid Multi Channel Protocol*), koji vodi računa o ostvarenom protoku i kašnjenju u mreži, ali za razliku od ostalih protokola za MCMI mreže, uvodi podršku QoS. Kako je ideja za realizaciju predloženog protokola proistekla nakon što su rezultati istraživanja vezanih za nove metrike već verifikovani, u okviru QoS-HMCP protokola, koji koristi MCR (*Multi Channel Routing*) protokol rutiranja, uključena je *powerMIC* metrika, jer je upravo ona, na osnovu prethodne analize, pokazala najbolje rezultate. U zavisnosti od različitih kriterijuma za promenu kanala, imajući u vidu njihovu kompleksnost,

predložene su četiri varijante QoS-HMCP protokola, koje su nazvane SW1-TX1, SW1-TX2, SW2-TX1 i SW2-TX2.

U cilju verifikacije rezultata istraživanja, bilo je neophodno uporediti QoS-HMCP protokol sa nekim postojećim protokolom. Imajući u vidu da u dostupnoj literaturi ne postoji MCMI protokol koji uključuje podršku QoS, QoS-HMCP protokol upoređen je sa višekanalnim višeinterfejsnim protokolom, osnovnim HMCP koji ne uključuje podršku QoS. Rezultati simulacija pokazali su da sve četiri predložene varijante QoS-HMCP protokola daju bolje rezultate po pitanju protoka korisničkih podataka, ali posebno po pitanju kašnjenja servisa osetljivih na kašnjenja (govornih i video servisa). Osim toga, predložene varijante protokola upoređene su međusobno, i na osnovu rezultata došlo se do zaključka da SW1-TX2 varijanta QoS-HMCP protokola daje optimalne rezultate, u različitim mrežnim uslovima (npr. u slučaju putanja koje imaju veliki broj skokova, ili u slučaju velikog saobraćajnog opterećenja).

U celini gledano ostvareni naučni doprinosi istraživačkog rada u okviru ove doktorske disertacije su sledeći:

- Predložene su nove metrike rutiranja koje u cenu linka uključuju parametar koji zavisi od nivoa signala na ulazu u prijemnik, i na taj način vode računa o brzim promenama propagacionih uslova na svakom pojedinačnom linku, što je posebno važno u okviru mreža koje se realizuju unutar objekata.
- Predložene metrike rutiranja unapredile su postojeće, na osnovu čega je moguć izbor boljih i kvalitetnijih putanja (veći ostvarivi protoci, manje kašnjenje s kraja na kraj) od izvora podataka do njihovog odredišta. Pored toga, za praktičnu realizaciju ovih metrika nisu potrebna dodatna ulaganja u mrežu.
- Predložen je nov protokol za sloj linka koji u višekanalne višeinterfejsne bežične *mesh* mreže uključuje podršku QoS, čime se ostvaruju mnogo manja kašnjenja za multimedijalne aplikacije osetljive na kašnjenja (govorne i video aplikacije).
- Kao posredan doprinos disertacije može se navesti i sistematična i detaljna klasifikacija protokola rutiranja, strategija dodele kanala i metrika rutiranja.

Mogućnosti za dalje istraživanje i dalju optimizaciju protokola i metrika rutiranja su višestruke. Kao jedna od smernica za unapređenje protokola rutiranja je



poboljšanje mehanizma otkrivanja putanje (*route discovery* mehanizma). Naime, u okviru trenutnog protokola, samo u slučaju da je neki od linkova na selektovanoj putanji od izvora do odredišta u prekidu, pokreće se mehanizam pronalaženja alternativne putanje do odredišta. Bilo bi interesantno izvršiti analizu performansi mreže kada bi se mehanizam otkrivanja putanje pokretao češće, i u situacijama kada nijedan link na selektovanoj putanji nije u prekidu. Na primer, „okidač“ za ponovno pretraživanje putanje mogla bi da bude situacija u kojoj je kvalitet nekog od linkova na putanji pao ispod unapred definisane vrednosti, ili trenutak prebacivanja na neku robusniju modulacionu tehniku (što bi iniciralo da postoji neki problem na linku). Sa jedne strane, češće otkrivanje putanje može dati relevantnije informacije o trenutnom stanju bežičnih linkova u mreži, čime bi se selektovale putanje preko kojih se ostvaruju veći protoci i manja kašnjenja, dok, sa druge strane, često pokretanje mehanizma otkrivanja putanje unosi dodatno generisanje kontrolnih paketa, čime se povećava zagušenje u mreži. Iz svega navedenog može se zaključiti da je potrebna detaljna analiza koja bi imala za cilj pronalaženje kompromisa između, s jedne strane, prednosti koje donose informacije o stanju svakog linka u realnom vremenu, i, s druge strane, mane koju uvodi zagušenje u mreži usled čestog pokretanja mehanizma za otkrivanje putanje. Ova problematika može biti motiv za dalje unapređenje protokola rutiranja.

## **Biografija autora**

Marija Malnar rođena je 18.09.1983. godine u Beogradu, gde je završila Osnovnu školu „Đura Jakšić“ 1998. godine, kao nosilac Vukove diplome i đak generacije. Matematičku gimnaziju završila je 2002. godine, sa maksimalnom prosečnom ocenom i bila nosilac Vukove diplome. Elektrotehnički fakultet u Beogradu, smer Telekomunikacije, upisala je 2002. godine i diplomirala je 28. juna 2007. godine sa prosečnom ocenom 9.55. Diplomski rad pod mentorstvom prof. dr Nataše Nešković, „Analiza hardvera i softvera Siemens-ove bazne stanice BS240“ ocenjen je maksimalnom ocenom 10. Tokom studija bila je nosilac sledećih stipendija: Ministarstva nauke i tehnologije Republike Srbije 2003- 2006, Ministarstva prosvete i sporta Republike Srbije 2006-2007 i Grada Beograda 2006-2007. Tokom školovanja osvojila je više nagrada i diploma od kojih se mogu izdvojiti sledeće: treće mesto na Međunarodnom turniru gradova 1999 godine; srebrna medalja na Drugoj juniorskoj balkanskoj matematičkoj olimpijadi u Atini i drugo mesto na saveznom i treće mesto na republičkom takmičenju iz matematike 1998 godine. Početkom 2008. godine upisala je Doktorske studije na Elektrotehničkom fakultetu u Beogradu, smer Telekomunikacije i informacione tehnologije, pod mentorstvom prof. dr Nataše Nešković. Ispite na Doktorskim studijama položila je sa prosečnom ocenom 9.90. Rezultate proistekle iz njenog istraživačkog rada objavila je u vodećim međunarodnim časopisima i prezentovala stručnoj javnosti na konferencijama od međunarodnog i nacionalnog značaja. Dobitnik je nagrade za najbolji rad mladog istraživača na konferenciji TELFOR 2011.

Od 2008. godine zaposlena je na Saobraćajnom fakultetu u Beogradu. U periodu od 2008. do 2009. radila je kao Saradnik u nastavi na užoj naučnoj oblasti Elektrotehnika sa elementima elektronike, a od maja 2009. kao asistent za užu naučnu oblast Eksploatacija telekomunikacionog saobraćaja i mreža, u okviru Katedre za telekomunikacioni saobraćaj i mreže. Angažovana je na računskim i laboratorijskim vežbama na Osnovnim studijama (Elektrotehnika, Osnove telekomunikacija 1, Osnove telekomunikacija 2, Osnove radio komunikacija, Bežični komunikacioni sistemi), kao i na Master studijama (Bežične mreže i Rutiranje u komunikacionim mrežama).

---

Прилог 1.

## Изјава о ауторству

Потписани-а Марија Малнар

број индекса 07/5004

### Изјављујем

да је докторска дисертација под насловом

«Оптимизација протокола и метрика рутирања за вишеканалне вишеинтерфејсне бежичне *mesh* мреже»

- резултат сопственог истраживачког рада,
- да предложена дисертација у целини ни у деловима није била предложена за добијање било које дипломе према студијским програмима других високошколских установа,
- да су резултати коректно наведени и
- да нисам кршио/ла ауторска права и користио интелектуалну својину других лица.

Потпис докторанда

У Београду, 28.11.2014.

Марија Малнар

Прилог 2.

## Изјава о истоветности штампане и електронске верзије докторског рада

Име и презиме аутора: Марија Малнар

Број индекса: 07/5004

Студијски програм Телекомуникације и информационе технологије

Наслов рада Оптимизација протокола и метрика рутирања за вишеканалне  
вишеинтерфејсне бежичне *mesh* мреже

Ментор: проф. др Наташа Нешковић

Потписани/а Марија Малнар

Изјављујем да је штампана верзија мог докторског рада истоветна електронској верзији коју сам предао/ла за објављивање на порталу **Дигиталног репозиторијума Универзитета у Београду**.

Дозвољавам да се објаве моји лични подаци везани за добијање академског звања доктора наука, као што су име и презиме, година и место рођења и датум одбране рада.

Ови лични подаци могу се објавити на мрежним страницама дигиталне библиотеке, у електронском каталогу и у публикацијама Универзитета у Београду.

Потпис докторанда

У Београду, 28.11.2014.

Марија Малнар

Прилог 3.

## Изјава о коришћењу

Овлашћујем Универзитетску библиотеку „Светозар Марковић“ да у Дигитални репозиторијум Универзитета у Београду унесе моју докторску дисертацију под насловом:

„Оптимизације протокола и метрика рутирања за вишеканалне вишеинтерфејсне бежичне mesh мреже“

која је моје ауторско дело.

Дисертацију са свим прилозима предао/ла сам у електронском формату погодном за трајно архивирање.

Моју докторску дисертацију похрањену у Дигитални репозиторијум Универзитета у Београду могу да користе сви који поштују одредбе садржане у одабраном типу лиценце Креативне заједнице (Creative Commons) за коју сам се одлучио/ла.

1. Ауторство

2. Ауторство - некомерцијално

3. Ауторство – некомерцијално – без прераде

4. Ауторство – некомерцијално – делити под истим условима

5. Ауторство – без прераде

6. Ауторство – делити под истим условима

(Молимо да заокружите само једну од шест понуђених лиценци, кратак опис лиценци дат је на полеђини листа).

Потпис докторанда

У Београду, 28.11.2024.

Марија Владар