

SVEUČILIŠTE U ZAGREBU  
FAKULTET ELEKTROTEHNIKE I RAČUNARSTVA

Marije Ljolje

# Analiza performansi optičkih transmisijskih mreža s komutacijom snopova

Magistarski rad

ZAGREB, 2003.

# Sadržaj

<b>Uvod</b> .....	<b>vii</b>
<b>1 Komutacijske tehnike u optičkim mrežama</b> .....	<b>1</b>
1.1 Optičke mreže s komutacijom kanala .....	1
1.2 Optičke mreže s komutacijom paketa .....	2
1.3 Optičke mreže s komutacijom snopova .....	3
<b>2 Osnovne karakteristike komutacije snopova</b> .....	<b>4</b>
<b>3 Signalizacijski protokoli u OBS mreži</b> .....	<b>7</b>
3.1 JET signalizacijski protokol .....	7
3.2 JIT signalizacijski protokol .....	12
3.3 Slučajni odabir vremena odmaka .....	16
<b>4 Arhitektura mreže</b> .....	<b>19</b>
4.1 Jezgri usmjeritelj .....	19
4.1.1 Integrirano rješenje.....	19
4.1.2 Distribuirano rješenje .....	23
4.2 Rubni usmjeritelj .....	26
4.3 Dimenzioniranje rubnog i jezgrog usmjeritelja.....	28
4.3.1 Opterećenje SCU-a.....	30
4.4 Utjecaj opterećenja SCU-a na JET protokol .....	31
4.5 Stupnjevanje opterećenja OBS mreže .....	34
4.6 Implementacija OBS mreže pomoću COSMOS alata.....	38
4.6.1 Opis OBS aplikacije .....	38
4.7 Testna mreža .....	40
<b>5 Tehnike alociranja i rezervacije mrežnih resursa</b> .....	<b>42</b>
5.1 Horizontsko raspoređivanje.....	43
5.2 FFUC algoritam.....	45
5.3 LAUC algoritam.....	46
5.3.1 Varijante pretraživanja i odabira kanala.....	49
5.4 G-LAUC-VF algoritam .....	50
5.5 FAFA(-VF) algoritam .....	52

5.6	Simulacijska usporedba algoritama raspoređivanja kanala.....	55
5.7	Utjecaj opterećenja SCU-a na algoritme raspoređivanja kanala u JET protokolu.....	58
<b>6</b>	<b>Mehanizmi rješavanja sukoba .....</b>	<b>63</b>
6.1	Uporaba optičkih spremnika .....	64
6.1.1	Struktura komutatora snopova s optičkim spremnicima.....	65
6.1.2	Strukture optičkih spremnika .....	66
6.1.3	Analiza performansi .....	68
6.2	Primjena valne konverzije.....	71
6.2.1	Analiza performansi .....	72
6.3	Otklonsko usmjeravanje.....	74
6.3.1	Implementacija otklonskog usmjeravanja.....	74
6.3.2	Analiza performansi .....	77
6.4	Segmentiranje snopova .....	79
6.4.1	Tehnike izbacivanja segmenata.....	79
6.4.2	Segmentiranje snopova uz otklonsko usmjeravanje.....	82
6.4.3	Mogućnost implementacije kvalitete usluge .....	83
6.4.4	Analitički model vjerojatnosti gubitka snopova.....	84
6.5	Izbjegavanje sukoba .....	85
6.5.1	Algoritam distribuiranog dodjeljivanja valnih duljina .....	88
6.5.2	Algoritam distribuiranog dodjeljivanja valnih duljina baziranog na CoS.....	90
6.5.3	Primjena RWA algoritma.....	96
<b>7</b>	<b>Implementacija kvalitete usluge .....</b>	<b>92</b>
7.1	Kvaliteta usluge ostvarena pomoću JET signalizacijskog protokola .....	99
7.2	Vjerojatnost blokiranja u višeuslužnoj OBS mreži s JET protokolom .....	101
7.3	Analiza performansi .....	103
<b>8</b>	<b>Generiranje snopova i prometne karakteristike .....</b>	<b>102</b>
8.1	Protokolni sloj .....	102
8.2	Algoritmi kreiranja snopova.....	103
8.2.1	Algoritam FTMBL .....	105
8.2.2	Algoritam MTMMBL .....	106
8.2.3	Adaptivni algoritam.....	107
8.3	Analiza prometa nastalog kreiranjem snopova .....	110
8.3.1	Scenarij s beskonačnim kapacitetom linkova.....	110
8.3.2	Scenarij s malim kapacitetom linkova .....	115
<b>9</b>	<b>Arhitektura kontrolne ravnine .....</b>	<b>118</b>

9.1	Struktura kontrolnog paketa unutar MPLS standarda .....	118
9.2	(G)MPLS protokol kao rješenje .....	121
9.2.1	Zahtjevi na signalnu i kontrolnu ravninu optičkog Interneta .....	121
9.2.2	Signalizacijska arhitektura optičkog Interneta .....	123
9.2.3	Primjena GMPLS signalizacije u optičkom Internetu.....	126
<b>Zaključak</b>	.....	<b>131</b>
<b>Dodatak A</b>	.....	<b>133</b>
A.1	Popis oznaka.....	133
A.2	Popis skraćenica i pojmova .....	134
<b>Bibliografija</b>	.....	<b>136</b>

Magistarski rad je izrađen na Zavodu za telekomunikacije Fakulteta elektrotehnike i računarstva Sveučilišta u Zagrebu.

Mentor: prof.dr.sc. Branko Mikac

Magistarski rad ima 150 listova, 123 slike i 6 tablica.

**Povjerenstvo za ocjenu u sastavu:**

1. Prof.dr.sc. Vjekoslav Sinković - predsjednik
2. Prof.dr.sc. Branko Mikac – mentor
3. Doc.dr.sc. Vlasta Hudek – HT Zagreb

**Povjerenstvo za obranu u sastavu:**

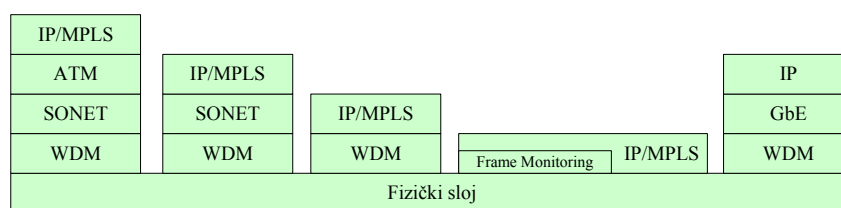
1. Prof.dr.sc. Vjekoslav Sinković - predsjednik
2. Prof.dr.sc. Branko Mikac – mentor
3. Doc.dr.sc. Vlasta Hudek – HT Zagreb
4. Prof.dr.sc. Ignac Lovrek - zamjenik

**Datum obrane:** 10. srpnja 2003. godine

# Uvod

Današnje su mreže izložene sve većim potrebama za kapacitetom i visokom kvalitetom usluge (*QoS - Quality of Service*) od strane novih aplikacija kao što su HDTV, video konferencija, Internet telefonija itd. Potražnja za kapacitetom polako premašuje mogućnosti postojećih mreža i javlja se potreba za novim strategijama prijenosa podataka, pogotovo kad zahtjevi za kapacitetom enormno rastu. Uvođenjem optičke komunikacijske tehnologije, te njenim usavršavanjem dobivaju se veliki raspoloživi kapaciteti. Ovi kapaciteti su u sadašnjem vremenu slabo iskorišteni. WDM (*Wavelength Division Multiplexing*) tehnologija znatno povećava iskorištenost kapaciteta optičke tehnologije. No, i pored toga iskorištenost optičkog kapaciteta i dalje je slaba, jer današnje komutacijske tehnologije rade na maksimalnoj brzini od 40 Gbit/s. To znači da bi ATM komutatori i IP usmjeritelji morali imati stotine komutacijskih kartica (*Switch Interface Card*) da bi iskoristili kapacitet raspoloživ u optičkom vlaknu, koji je reda 10 Tbit/s. Da bi se premostila barijera koju postavlja elektronička oprema, nastoji se uvesti komutacijska tehnologija potpuno u optičkoj domeni. Ti pokušaji su susreću se s problemima optičke tehnologije koja ne posjeduje elemente potrebne za komutiranje (npr. optička memorija). S ciljem pronalazjenja rješenja razvijene su nove paradigme prijenosa.

Većina prometa u današnjim mrežama potiče od Interneta koja je u osnovi paketska mreža bazirana na IP protokolu. Zbog svojih osobina WDM se nametnuo kao rješenje za probleme nastale u IP mrežama s obzirom na kapacitet. To je dovelo stvaranja do tzv. "*optičkog Interneta*". Postoje brojni scenariji za prijenos IP prometa preko WDM ali zbog spomenutih razloga (elektroničke barijere) tendencija je da se koristi direktna veza između IP i WDM. Na slici i prikazani su mogući scenariji za prijenos IP paketa preko WDM sustava.



Slika i Protokolni složaj za prijenos IP preko WDM

Integracija IP na WDM sloj razmatrana je pomoću ATM (*Asynchronous Transfer Mode*) protokola, jer ATM posjeduje potporu za QoS i integrirane usluge. Nedostatak ATM protokola je visoki tzv. "*cell task*", tj. ATM zaglavlja su dosta velika a i signalizacija je komplicirana.

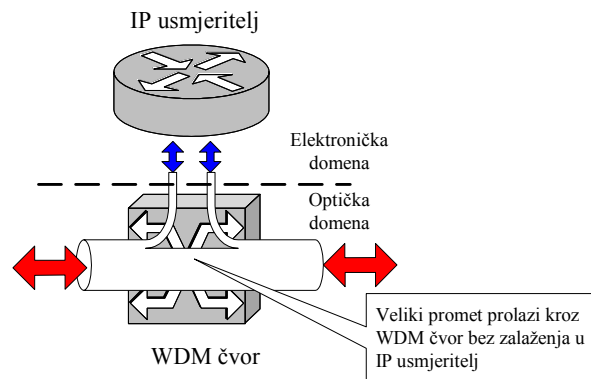
Kao alternativa za integraciju nametnuo se zatim SDH – *Synchronous Digital Hierarchy* (SONET) zbog svojih mogućnosti zaštite i obnavljanja prometa. Zbog pretežne prilagodbe govornom prometu, što ne odgovara IP prometu, i zbog visoke cijene SDH opreme ova metoda se pokazuje nepovoljnom.

*Gigabitni Ethernet* se čini najpovoljnijim rješenjem zbog jednostavne tehnike integracije IP na WDM i niske cijene. Njegova loša strana je u slaboj iskoristivosti mrežnih resursa zbog veličine zaglavlja.

Današnji IP usmjeritelji dosežu brzine od 2.5 Gbit/s i više, tako da je sve manja potreba za multipleksiranjem koje se izvodi u ATM-u ili SONET-u.

Osim spomenutog povećavanja zahtjeva za kapacitetom javlja se i potreba za boljom kvalitetom usluge. Današnji Internet najčešće pruža tzv. "best effort" uslugu koja ne garantira QoS. Razvijeni su dodatni mehanizmi za potporu QoS (IntServ i DiffServ), ali postoji tendencija da se osigura QoS na nižem, WDM, sloju kao što to podržava ATM.

Prema tome, cilj je projektirati novu generaciju Interneta preko sveoptičkog WDM sloja koja neće zahtijevati optičke spremnike i neće biti posredničkih slojeva između IP i WDM sloja, te bi IP paketi putovali direktno preko optičkog sloja bez O/E/O konverzije (slika ii).



Slika ii Struktura IP usmjeritelja

Ovaj zadatak zahtjeva kreiranje novog protokola koji će omogućiti provođenje postavljenih ciljeva a to su:

- efikasno iskorištenje raspoloživog kapaciteta,
- brzo i efikasno dodjeljivanje mrežnih resursa,
- asinkroni prijenos podataka ((IP) paketi varijabilne duljine),
- visok stupanj statističkog dijeljenja memorije za efikasno upravljanje usnopljenim prometom (*bursty traffic*),
- optička memorija nije nužno potrebna tj. treba izbjeći pohranjivanje podataka koliko god je to moguće i
- potpora QoS direktno na optičkom sloju.

Prethodni zahtjevi mogu biti efikasno zadovoljeni uvođenjem nove paradigme komutiranja u optičkim mrežama, tj. uvođenjem optičke komutacije snopova (*OBS – Optical Burst Switching*). Stoga, ovaj rad je posvećen toj komutacijskoj tehnici.

Ostatak rada je organiziran na sljedeći način. U prva dva dijela je dan kratki pregled postojećih komutacijskih tehnika u optičkim mrežama i osnovne karakteristike tehnike komutiranja snopova. Opis postojećih protokolarnih i arhitekturnih rješenja OBS mreže je dan u trećem odnosno četvrtom dijelu. Ostatak rada je posvećen detaljnoj analizi pojedinih tematika karakterističnih za OBS komutacijsku tehniku. Posljednji dio sadrži zaključke i sažetak.



# Poglavlje 1

## Komutacijske tehnike u optičkim mrežama

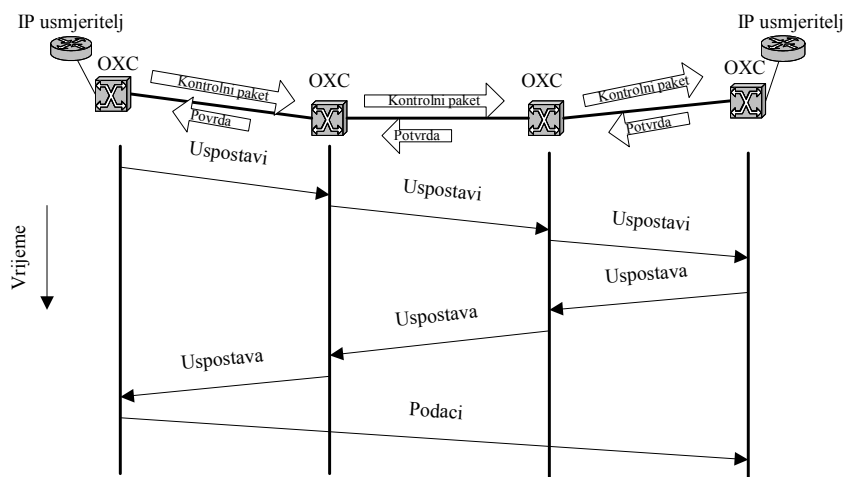
Prijenos informacija u optičkim mrežama može biti ostvaren na više načina komutiranja, od kojih sljedeća tri načina su dominantna:

- komutacija kanala (*circuit switching*) ili usmjeravanje valnih putova (*wavelength routing*),
- komutacija paketa ili ćelija – *OPS (Optical Packet/Cell Switching)* i
- komutacija snopova (usnopljenog prometa) – *OBS (Optical Burst Switching)*

U sljedećim poglavljima će biti dan kratki opis svake od tehnika s prednostima i nedostacima u njihovoj implementaciji u optičkoj mreži.

### 1.1 Optičke mreže s komutacijom kanala

Primjena komutacije kanala u optičkim mrežama (*OCS - Optical Circuit Switching*) je relativno jednostavna. Optički tj. valni kanal uspostavlja se kroz mrežu prije svake komunikacije, te nakon primitka informacije o uspješnom uspostavljanju, šalju se podaci. Jednostavni prikaz ovog postupka je dan na slici 1-1.



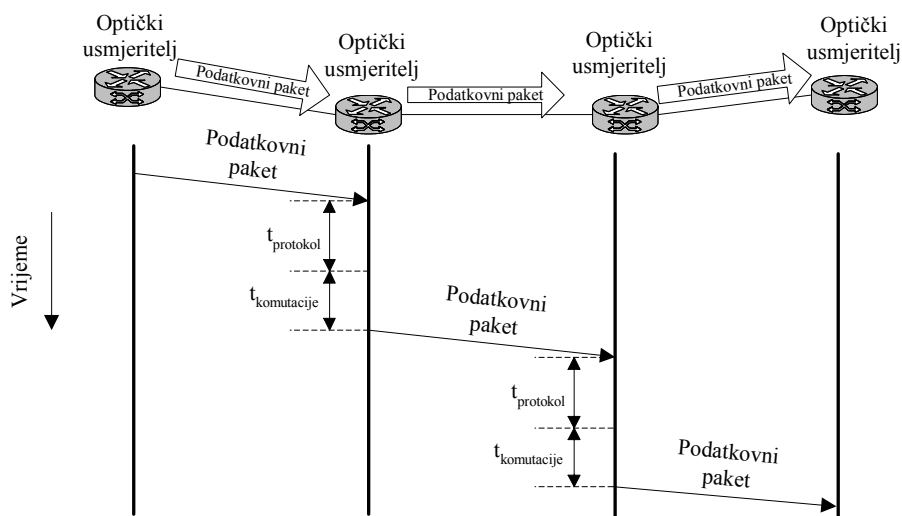
Slika 1-1 Način uspostave veze u OCS-u

Slika 1-1 također pokazuje nedostatke ovog mehanizma u rezervaciji resursa u mreži. Prvo se uspostavlja konekcija slanjem kontrolnog paketa kroz optičku mrežu koji konfigurira optičke komutatore i prospojnike (*OXC – Optical Cross Connect*) rezerviranjem valnih duljina na putu, te nakon prijema pozitivne potvrde o uspostavi konekcije predajnik (IP usmjeritelj) šalje

podatke. Na kraju komunikacije se eksplicitno oslobađa zauzeta veza (valna duljina). Za velike mreže, vrijeme uspostave i raskida može biti veliko (do nekoliko desetaka ms) u usporedbi s količinom podataka koji se prenose (npr. za transmisiju paketa duljine 400 okteta preko 2.5 Gbit/s linka potrebno je 128  $\mu$ s). To implicira i lošu iskoristivost resursa jer za male količine podataka troši se mnogo više vremena za uspostavu i raskid nego li za njihov prijenos. Usnoplavanje prometa, koje bi osiguralo bolje iskorištenje mrežnih resursa, nije moguće u čvorovima mreže. Nedostatak ove metode komutiranja je i slaba povezanost između čvorova zbog ograničenja broja raspoloživih valnih duljina, te broja linijskih sučelja koja mogu biti smještena u mrežnim čvorovima. S druge strane, prednost ove tehnike su jednostavne strukture mrežnih komponenti te mehanizma uspostave konekcije. U sklopovskoj realizaciji uređaja koji koriste komutaciju kanala nije potrebna upotreba optičke memorije. Također, koriste se optičke komponente bazirane na opto-mehaničkoj, opto-akustičkoj ili tremo-optičkoj tehnologiji koje su relativno spore i nije ih moguće koristiti u optičkoj mreži s paketskim mehanizmom komutiranja.

## 1.2 Optičke mreže s komutacijom paketa

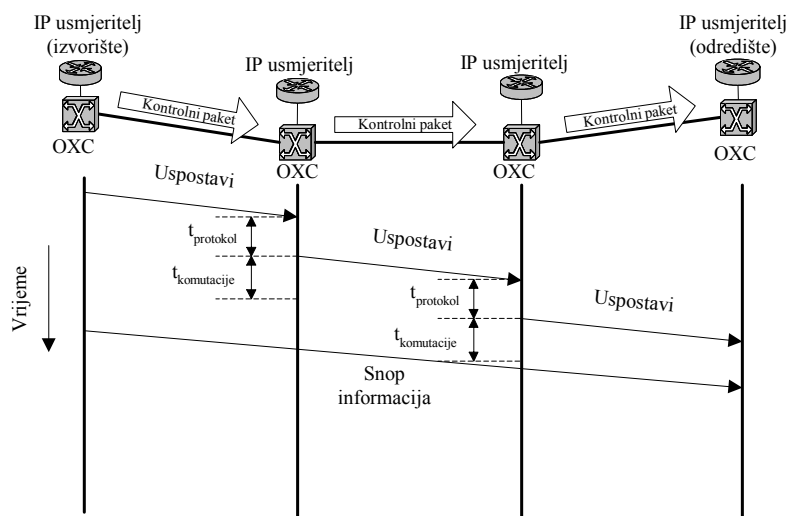
Razvojem brzih komutacijskih elemenata baziranih na tehnologiji litijevog niobata, te poluvodičkih optičkih pojačala (*SOA – Semiconductor Optical Amplifier*), otvorila se mogućnost uvođenja optičke paketske komutacije (*OPS - Optical Packet Switching*) koja ima mogućnost boljeg iskorištenja mrežnih resursa, te mogućnost boljeg upravljanja prometom (*traffic engineering*). OPS dozvoljava bolju adaptaciju na više slojeve kao što je IP, koji je paketski protokol. U OPS se podaci šalju zajedno s zaglavljem paketa i nema rezervacije resursa prije njihovog slanja. Naizgled ova tehnika po osobinama predstavlja optimalno rješenje za buduću optičku mrežu. Međutim, prisutni su problemi. Današnja tehnologija još nije u stanju pružiti njenu efikasnu implementaciju, jer još ne postoje brze optičke memorije (*RAM - Random Access Memory*). Moguće su i *O/E/O (Electrical/Optical/Electrical)* pretvorbe u svakom čvoru mreže ali to bi predstavljalo ograničenje na brzinu prijenosa zbog spomenutih ograničenja u električkoj domeni. Nedostatak ovog mehanizma je i potrebni čvrsti vremenski odnos između zaglavlja paketa i podataka. Stroga sinkronizacija koja povlači i složene mehanizme u OPS-u dobiva jaču ulogu jer postoje varijacije vremena procesiranja paketa. Zbog ograničenih optičkih spremnika nije moguće kreirati velike pakete, što smanjuje efikasnost, jer zaglavlje paketa je dosta veliko u odnosu na veličinu podataka koji se prenose u paketu. Primjer prijenosa paketa u OPS mreži je prikazan na slici 1-2.



Slika 1-2 Način uspostave veze u OPS-u

### 1.3 Optičke mreže s komutacijom snopova

OBS tehnika komutiranja kombinira najbolje osobine mehanizama komutacije kanala i paketa. Ova tehnika zasniva se na protokolu koji vrši jednosmjernu rezervaciju resursa, na način da se prije slanja snopa šalje kontrolni paket koji rezervira resurse a za njim se šalje snop koji ne čeka potvrdu rezervacije već se šalje nakon vremenskog intervala definiranog procesirajućim kašnjenjem s kraja na kraj. U novoj generaciji Interneta kontrolni paket bi prolazio kroz svaki IP usmjerenjatelj na putu i konfigurirao WDM prospojnike (OXC) s ciljem uspostavljanja sveoptičkog puta, dok snop kojeg čini više IP paketa ne bi zalazio u IP usmjerenjatelj već bi samo prolazio kroz već konfigurirane WDM prospojnike. Postoje različiti protokoli za implementaciju ovog tipa komutacije u optičkim mrežama. Na slici 1-3 dan je jednostavni vremenski prikaz jednog protokola (*JIT - Just In Time*) za ilustraciju OBS tehnike komutiranja.



Slika 1-3 Način uspostave veze u OBS-u

Na slici 1-3 vidi se da snop informacija (*burst*) ne čeka potvrdu već se šalje nakon vremena potrebnog da kontrolni paket konfigurira WDM komutatore.

Pregled ovih tehnika komutiranja i njihova kratka usporedba dana je u tablici 1-1.

Tablica 1-1 Usporedba tehnika komutiranja

Osobina Tehnika komutiranja	Vrijeme utrošeno na signalizaciju	Iskoristivost mrežnog kapaciteta	Kontrolni kanal je izvan prijenosnog pojasa	Povratna informacija o uspješnom prijenosu	Uporaba optičkih spremnika	Odnos količine kontrolne i podatkovne informacije	Prilagodljivost greškama i kvarovima
Optička komutacija kanala	Veliko	Niska	Da	Da	Nije potrebna	Mali	Niska
Optička komutacija paketa	Malo	Visoka	Ne	Ne	Potrebna	Veliki	Visoka
Optička komutacija snopova	Malo	Srednja	Da	Moguća ali nije nužna	Nije potrebna ali je moguća	Mali	Visoka

# Poglavlje 2

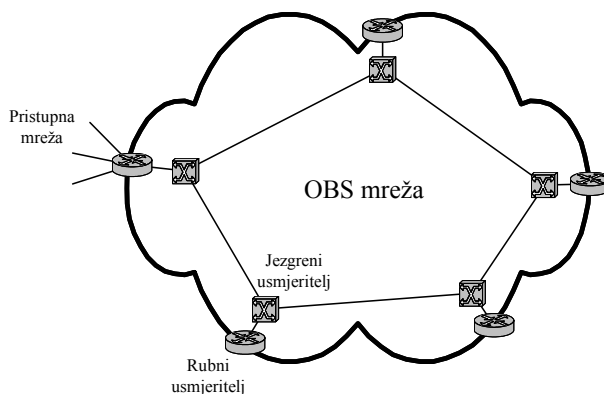
## Osnovne karakteristike komutacije snopova

Iz prethodnog dijela se vidi da je OBS tehnika komutiranja kombinacija OCS i OPS-a. Njegove glavne karakteristike su:

- Granularnost u pogledu količine podataka koji se šalju, OBS tehnika komutiranja je između OCS i OPS tehnike komutiranja.
- Separacija između kontrolne informacije i podataka. Zaglavlje i podaci se najčešće prenose u odvojenim kanalima tj. valnim duljinama, ukoliko je OBS implementiran u WDM sustavu.
- Rezervacija mrežnih resursa je jednosmjerna (dvosmjerna signalizacija s kraja se ne koristi).
- Snopovi su varijabilne duljine.
- Komutatori snopova ne zahtijevaju optičke spremnike.

Ova tehnika komutiranja nije nova tehnika. Konceptualna ideja razvijena je još u 80-tim godinama, ali tada nije uspjela zaživjeti zbog problema koji su se javili u mrežama baziranim na električkom prijenosu. Glavni razlog je bio prevelika kompleksnost implementacije, veća od paketskih tehnika, kao što je ATM. Međutim, razvojem ultra brzih optičkih mreža ova ideja je ponovo oživjela. Osnovni razlog je bio u nemogućnosti elektroničkih komutatora da komutiraju na visokim brzinama, koje optički sustavi omogućavaju. Složenost i cijena sustava koji bi vršili O/E/O konverziju na velikim brzinama prijenosa upućivali su da proces prijenosa ostane u optičkoj domeni. Jedna od mogućnosti bila je upotreba sveoptičke OPS komutacijske tehnike. Međutim, današnje stanje tehnike, kao i cijena, to još ne dozvoljavaju. Stoga se optička komutacija snopova nametnula kao najbolje rješenje s obzirom na trenutno stanje optičke komunikacijske tehnologije.

Izgled jedne OBS mreže je dan na slici 2-1.



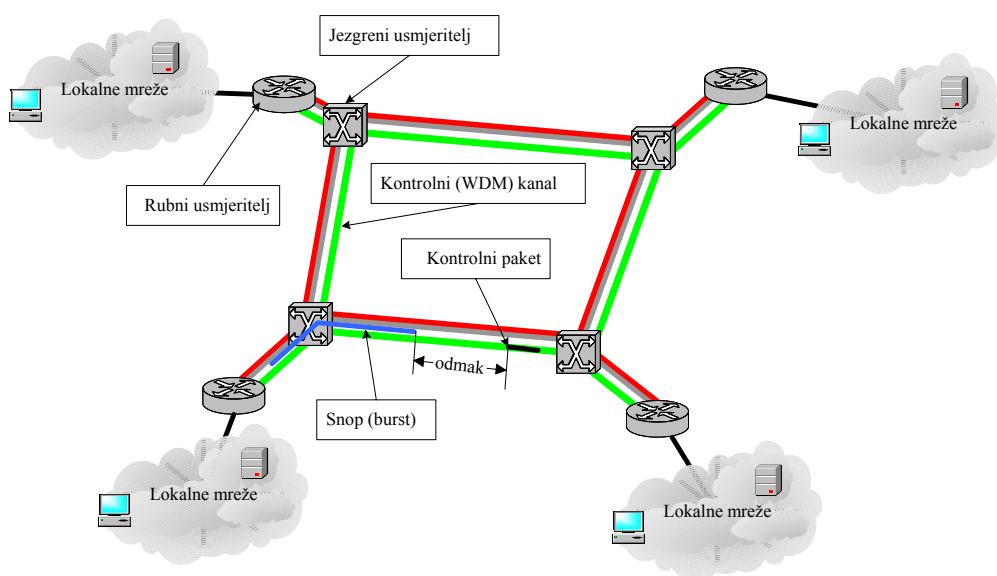
Slika 2-1 Izgled OBS mreže

U OBS mreži postoje dva tipa čvorova tj. usmjerenjela. To su:

- jezgri usmjerenjeli (*Core Router*) i
- rubni usmjerenjeli (*Edge Router*).

Jezgri usmjerenjeli procesiraju kontrolne pakete koji se šalje prije snopa te na osnovu informacija u kontrolnom paketu podešavaju komutator koji će onda pravilno usmjeriti dolazeći snop. Rubni usmjerenjeli su odgovorni za stvaranje snopova. Na njih su spojene pristupne mreže, te oni kreiraju snopove koje zatim šalje u OBS mrežu ali nakon prethodno poslanog kontrolnog paketa.

Na slici 2-2 je prikazana OBS mreža implementirana u WDM prijenosnom sustavu. Vidljivo je da kontrolni paketi putuju zasebnom valnom duljinom i da postoji kašnjenje između kontrolnog paketa i snopa (paketa) koje se naziva *vrijeme odmaka (offset time)*. Upravljački sustav na osnovu informacije zapisane u kontrolnom paketu dinamički alokira raspoložive valne duljine za pripadajući snop.

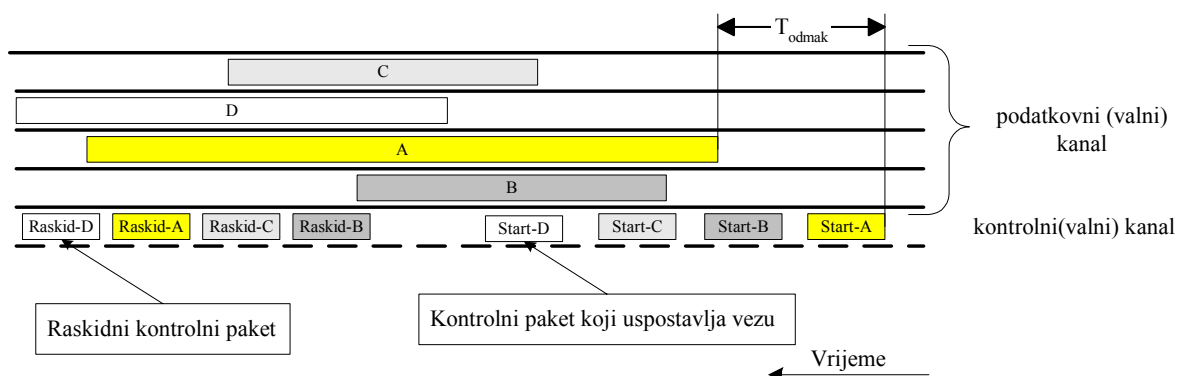


Slika 2-2 Izgled OBS mreže implementirane u WDM sustavu

Komutacijska tehnika u OBS sustavu može biti implementirana na više načina. Jedan od načina koristi dva različita sustava, prvi za procesiranje kontrolnih paketa a drugi za proslijeđivanje dolazećih snopova na odgovarajuće izlazne linkove. Ta se tehnika naziva hibridna tehnika. Drugi način je da se koristi integrirani pristup koji ostvaruje veću povezanost podatka (snopova) s kontrolnom informacijom. Hibridna arhitektura je za sada povoljnija. Razlog tome je mogućnost iskorištenja postojećih tehnologija, te se stoga može relativno brzo implementirati, budući da već stoje na raspolaganju gotove komponente. Integrirani pristup predstavlja u principu bolje rješenje jer pruža veću skalabilnost a i dosta je jeftiniji jer nema redundancije u tehničkom smislu.

Osnovi proces komunikacije u OBS sustavu može se opisati na sljedeći način:

Kada rubni usmjeritelj ima snop pripravan za slanje, on šalje kontrolni paket u kojem su zapisane informacije o odredištu, koja služi za usmjeravanje u mreži, duljini snopa, te vremenskom razmaku između kontrolnog paketa i snopa (vrijeme odmaka). Rubni usmjeritelj za slanje kontrolnog paketa koristi kontrolni kanal. Prije slanja kontrolnog paketa potrebno je rezervirati mrežne resurse na izlaznom valnom kanalu za slanje snopa. Informacija o zauzetim valnim duljinama koje će koristiti snop tijekom transporta zapisuje se također u kontrolni paket, tako da bi se mogli ispravno podesiti WDM komutatori na putu do odredišta. Kada WDM komutator primi kontrolni paket on ga proslijeđuje (IP) usmjeritelju (koji se nalazi iznad njega). (IP) usmjeritelj obrađuje kontrolni paket te na osnovu informacije šalje kontrolni paket na odgovarajući izlazni kontrolni kanal. Ali prije toga, na osnovu informacije koja je bila zapisana u kontrolnom paketu, vrši se konfiguracija WDM komutatora. Prema tome, kada pripadajući snop stigne u čvor nema potrebe za njegovim procesiranjem, već on samo prolazi kroz postavljeni WDM komutator. Pored konfiguracije WDM komutatora potrebno je rezervirati i mrežne resurse na izlaznom linku za pripadajući snop. Nakon završenog procesiranja, u kontrolni paket se zapisuju nove informacije i šalje se dalje te se onda šalje kontrolni paket. Ovaj proces se ponavlja u svakom čvoru koji se nalazi na putu do odredišta. Kada se završi slanje snopa, potrebno je osloboditi rezervirani kapacitet. Jedan od načina jest da predajnik šalje novi kontrolni paket koji će eksplicitno izvršiti oslobađanje kapaciteta. Budući da postoji mogućnost gubitka kontrolnog paketa zaduženog za oslobađanje resursa, potrebno ga je više puta poslati. Također, da bi se izbjegao gubitak kapaciteta u mreži, čvorovi u mreži posjeduju određene mehanizme koji nakon nekog vremena sami oslobađaju zauzeti kapacitet. Ovaj proces je prikazan na slici 2-3. Moguća je i varijanta u kojoj se oslobađanje resursa događa automatski, odmah nakon prolaska snopa, tako da nije potrebno slati kontrolne pakete za oslobađanje resursa (paketi *Raskid-A, B, C, D* na slici 2-3 nisu potrebni).



Slika 2-3 Rezervacija resursa u OBS mreži

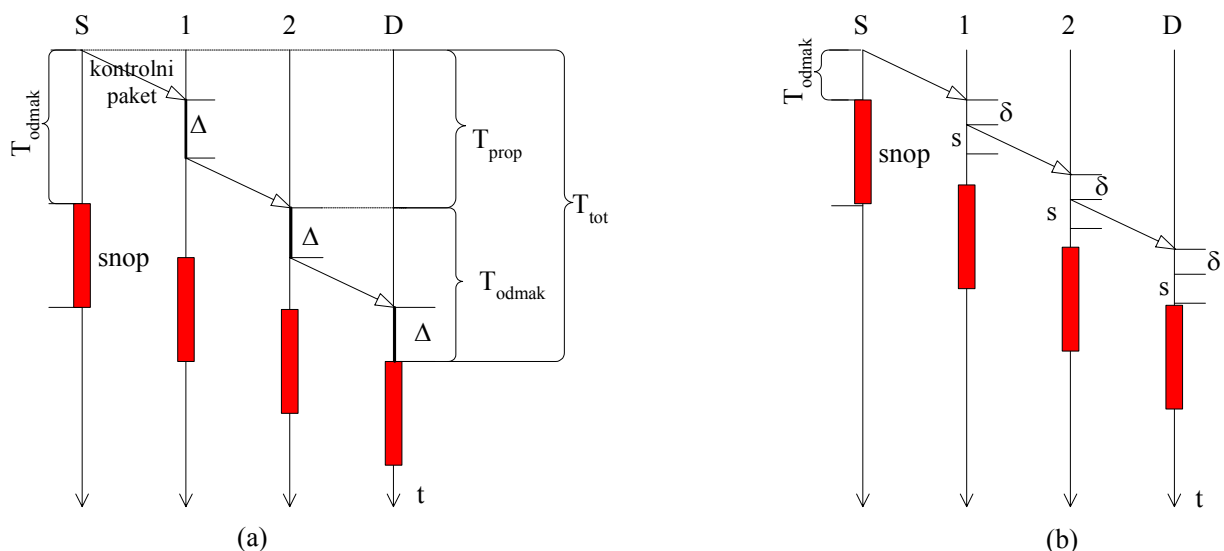
# Poglavlje 3

## Signalizacijski protokoli u OBS mreži

U OBS mreži prije slanja podatkovnog snopa, kako je već ranije rečeno, šalje se kontrolni paket, koji vrši rezervaciju mrežnih resursa na putu do odredišta za pripadajući snop. Snop se šalje iza kontrolnog paketa, ne čekajući potvrdu o rezultatu rezervacije. Vremenski razmak između prijenosa snopa i kontrolnog paketa je vrijeme odmaka (*offset time*)  $T_{odmak}$ , čiji iznos je veći ili jednak nuli. Načini definiranja vremena odmaka te tipovi kontrolnih poruka određuju pojedini signalizacijski protokoli u OBS mreži. U sljedećim poglavljima će biti opisani neki od postojećih signalizacijskih protokola u OBS mreži.

### 3.1 JET signalizacijski protokol

Jedan od signalizacijskih protokola kojem se daje najviše pažnje je JET protokol [3]. JET akronim dolazi od skraćenice *Just Enough Time* koja indicira način funkcioniranja protokola. Glavna karakteristika ovog protokola je korištenje odgođene rezervacije mrežnih resursa (DR - *Delayed Reservation*). Osnovno funkcioniranje JET protokola je prikazano na slici 3-1.



Slika 3-1 Osnovno funkcioniranje JET protokola

Kada izvorišni čvor (S na slici 3-1(a)) ima snop koji treba poslati, prvo šalje kontrolni paket na kontrolni kanal koji putuje do odredišta (D na slici 3-1(a)) i uspostavlja sveoptički put za dolazeći snop. Uspostavljanje puta podrazumijeva rezervaciju raspoloživih kanala te konfiguraciju optičkih komutatora. U međuvremenu, snop čeka u izvorišnom čvoru u električkoj domeni i nakon određenog vremenskog perioda (vremena odmaka  $T_{odmak}$ ) šalje se na prethodno rezervirani valni kanal. Radi jednostavnosti pretpostavlja se da konfiguracijski proces tj. vrijeme totalnog procesiranja kontrolnog paketa u svakom čvoru na putu do odredišta je jednako i iznosi  $\Delta$  vremenskih jedinica. Prema tome, ukupno vrijeme potrebno da snop stigne do odredišta je:

$$T_{tot} = T_{prop} + H \cdot \Delta, \quad (3-1)$$

gdje je  $H$  broj čvorova (skokova) koje prolazi snop na putu do odredišta (u primjeru sa slike 3-1 on iznosi  $H = 2$ ), a  $T_{prop}$  vrijeme propagacije optičkog signala. Produkt  $H \cdot \Delta$  predstavlja vrijeme odmaka koje JET protokol koristi (slika 3-1(a)) u svojem mehanizmu rezervacije resursa:

$$T_{odmak} = H \cdot \Delta. \quad (3-2)$$

Drugačije rečeno, vrijeme odmaka u JET protokolu je jednako ukupnom vremenu potrebnom za konfiguraciju svih čvorova na putu od izvorišta do odredišta. Time se osigurava da su svi čvorovi na putu konfigurirani prije dolaska snopa a i izbjegava se korištenje optičkih spremnika. U drugim signalizacijskim protokolima baziranih na TAG (*tell-n-go*) protokolu, snop se šalje odmah iza kontrolnog paketa tj. vrijeme odmaka je jednako nuli ( $T_{odmak} = 0$ ). Zbog toga u svakom čvoru na putu snop se mora pohraniti, odnosno zadržati u optičkom spremniku, za vremenski interval potreban za procesiranje kontrolnog paketa. Nakon konfiguracije, kontrolni paket i snop se šalju sljedećem čvoru, također s vremenom odmaka jednakim nuli. Time JET protokol pokazuje prednost u odnosu na druge signalizacijske protokole jer ne zahtijeva uporabu optičkih spremnika.

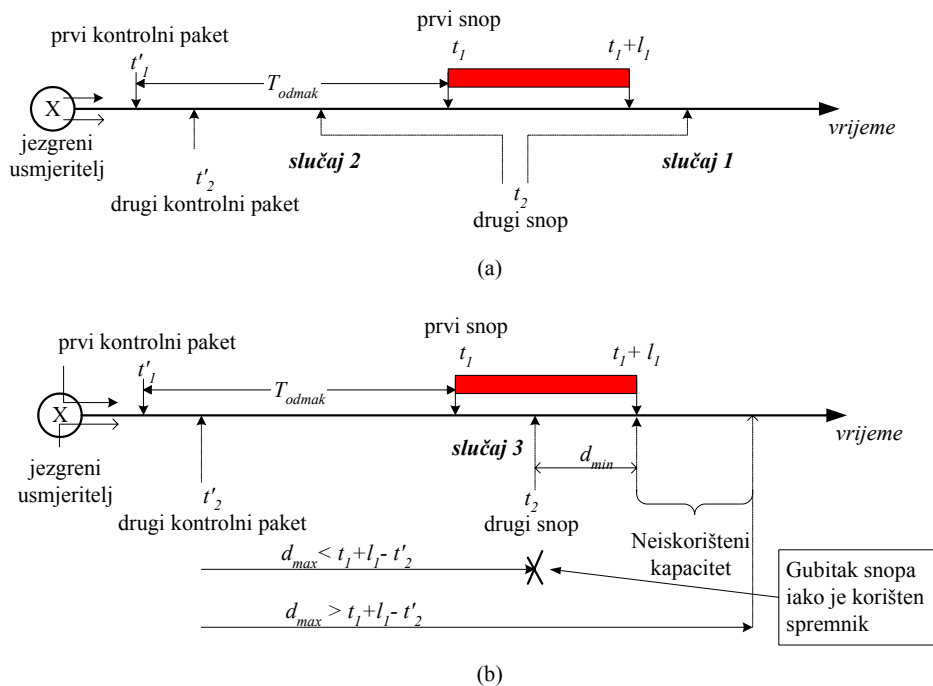
Kako bi se poboljšale performanse JET mehanizma, moguće je ukupno vrijeme procesiranja  $\Delta$  razdvojiti u dva dijela:

- $\delta$  – vrijeme potrebno za procesiranje kontrolnog paketa i
- $s$  – vrijeme potrebno za podešavanje komutatorske matrice.

Kontrolni paket može biti tada poslan odmah nakon završenog procesiranja, tj. nakon  $\delta$ . Time se vrijeme odmaka može smanjiti  $T'_{odmak} = \delta \cdot H + s$  što je za  $s \cdot (H - 1)$  kraće nego u prethodnom primjeru (slika 3-1 (b)).

Na slici 3-2 prikazan je mehanizam rezervacije resursa u JET protokolu.





Slika 3-2 Mehanizam rezervacije resursa u JET protokolu koje se bazira na odgođenoj rezervaciji

U TAG baziranim mehanizmima rezervacije resursa u OBS mrežama, kapacitet na odlazećem linku zauzet je od trenutka  $t'_1$  tj. trenutka kada čvor (jezgreni usmjerenik) X na slici 3-2 završi procesiranje kontrolnog paketa. U JET mehanizmu, situacija je drugačija. Rezervacija potrebnog kapaciteta na izlaznom linku biva odgođena za trenutak dolaska snopa u čvor tj. do trenutka  $t_1$  (to je odgođeni tip rezervacije resursa). To kašnjenje predstavlja vrijeme odmaka  $T_{odmak} = t'_1 - t_1$ . Određivanje trenutka  $t'_1$  predstavlja problem jer vrijeme procesiranja kontrolnog paketa može varirati od čvora do čvora. Zbog toga se u kontrolni paket zapisuje informacija o vremenu odmaka za sljedeći čvor. Ta informacija se ažurira u svakom čvoru koji procesira kontrolni paket. Ako je trenutak slanja kontrolnog paketa prema sljedećem čvoru  $t''_1$  onda se vrijeme odmaka u zaglavlju kontrolnog paketa ažurira na novu vrijednost:

$$T'_{odmak} = T_{odmak} - (t''_1 - t'_1). \quad (3-3)$$

Kapacitet na izlaznom kanalu zauzet je do kraja trajanja snopa, tj. do trenutka  $t_1 + l_1$ , gdje je  $l_1$  duljina snopa. Time je postignuta bolja iskorištenost mrežnih resursa a i vjerojatnost da će snop biti blokiran zbog neraspoloživog kapaciteta je smanjena. U TAG baziranim mehanizmima rezervacije, u slučajevima 1 i 2 sa slike 3-2 (a) dogodit će se odbacivanje drugog snopa (do odbacivanja neće doći jedino ako su na raspolaganju spremnici), dok u JET-u za slučaj 1 neće se desiti odbacivanje snopa, niti za slučaj 2, ako je duljina snopa manja od  $t_1 - t_2$ .

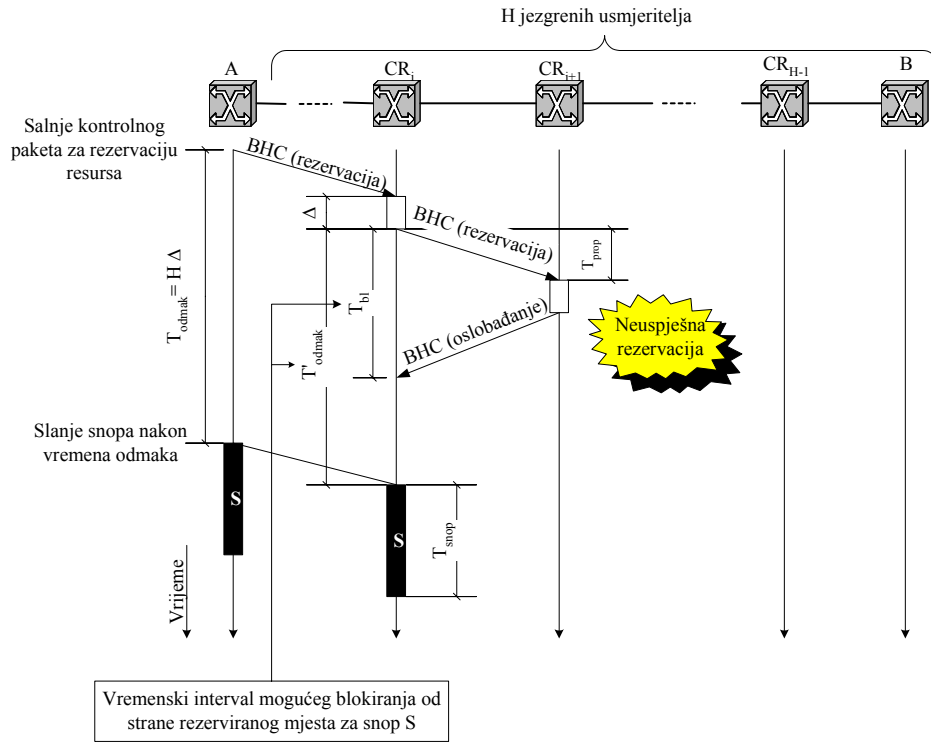
Smanjenje vjerojatnosti blokiranja, odnosno gubitka snopa u JET protokolu, može se postići uvođenjem spremnika. Ukoliko bi se koristili optički spremnici u JET mehanizmu, nastajanje situacije koja je prikazana slučajem 3 na slici 3-2 (b) (novi snop je stigao u trenutku kada se na valnom kanalu nalazio drugi snop) ne bi rezultirala blokiranjem tj. odbacivanjem snopa. U tom slučaju snop bi trebalo dodatno zakasniti tj. propustiti kroz optički spremnik koji bi ga zadržao za

$d_{min}=t_1+l_1-t_2$  vremenskih jedinica. Prema tome, čvor X bi trebao ustanoviti da li raspolaže spremnikom na izlaznom portu koji bi iskoristio za zadržavanje snopa za  $d_{min}$ . U slučaju da se ne koristi odgođeni način rezervacije mrežnih resursa (DR), u trenutku  $t'_2$  čvor X bi morao rezervirati čitav spremnik koji pruža maksimalno kašnjenje  $d_{max}$ . Taj način korištenja spremnika bi rezultirao lošim iskorištenjem resursa, jer ukoliko bi trenutak oslobađanja spremnika bio veći od trenutka oslobađanja kanala ( $t'_2+d_{max} > t_1+l_1$ ) tada bi kapacitet na kanalu bio neiskorišten  $d_{max} - t_1 - l_1$  vremenskih jedinica. Ako bi, pak, maksimalna veličina optičkog spremnika bila takva da je trenutak izlaska snopa prije trenutka oslobađanja kanala ( $t'_2+d_{max} > t_1+l_1$ ) tada bi se ipak desilo blokiranje tj. gubitak snopa iako je korišten spremnik (slika 3-2 (b)).

Drugi način smanjenja vjerojatnosti blokiranja snopova, u slučajevima kada nisu na raspolaganju optički spremnici ili su kapaciteti tih spremnika ograničeni, je korištenje adaptivnog usmjeravanja i dodjeljivanja prioriteta snopovima čiji mehanizam je kasnije iskorišten u implementaciju potpore za QoS.

JET protokol ima potporu za korištenje više putova od izvorišta od odredišta. Tako, u slučaju da snopu ne može biti dodijeljen kapacitet na primarnom odlazećem linku, tada mu se dodjeljuje kapacitet na sekundarnom linku i snop se tamo usmjerava. To je princip otklonskog usmjeravanja prometa. U tom slučaju moguće je da je sekundarni put do odredišta duži (tj. prolazi više čvorova te je i ukupno vrijeme procesiranja kontrolnog paketa veće) pa je potrebno dodatno zakasniti snop. To se može postići propuštanjem snopa kroz optički spremnik iako nije nastupilo blokiranje (prije nego što vrijeme odmaka padne na nulu). Međutim, to bi značilo ponovnu uporabu optičkog spremnika. Stoga se koristi princip dodatnog povećavanja vremena odmaka, kako bi se osiguralo da u slučaju pojave skretanja snopa s primarnog puta, ipak kontrolni paket uspije rezervirati i uspostaviti komutatore u čvorovima na putu do odredišta prije samog dolaska snopa u čvor. Taj princip ne zahtijeva spremnike jer je snop dodatno zadržan na samom početku, dakle, u električkoj domeni, prije samo slanja u OBS mrežu. Detaljniji opis rješavanja nastalog problema putem otklonskog usmjeravanja ili primjenom nekih drugih mehanizama biti će dan kasnije.

Iz izložene paradigme JET protokola može se zaključiti da je u kontrolnom području nužan jedan tip kontrolne informacije tj. paketa koji će vršiti rezervaciju resursa i koji mora u sebi nositi informaciju o duljini snopa te o vremenu odmaka. Međutim, jedan tip kontrolne poruke nije dovoljan ukoliko se želi postići dobra iskoristivost mrežnih resursa. Na slici 3-3 je prikazana situacija kada dolazi do nepotrebnog gubitka mrežnih resursa ukoliko se koristi samo jedan tip kontrolnog paketa. Kontrolni paket, koji je zadužen za rezervaciju resursa za snop S, koji se šalje od usmjeritelja A do usmjeritelja B, biva blokiran u usmjeritelju  $CR_{i+1}$  zbog nemogućnosti rezervacije resursa. To znači da su resursi, koji su rezervirani u prethodnim čvorovima, nepotrebno zauzeti jer će snop B biti izbačen u usmjeritelju u kojem se desilo blokiranje kontrolnog paketa ( $CR_{i+1}$ ), tj. kapacitet na linku  $CR_i-CR_{i+1}$  će biti nepotrebno rezerviran.



Slika 3-3 Tipovi kontrolnih poruka u JET protokolu

Ukoliko bi se koristio samo jedan tip kontrolnog paketa (BHC-rezervacija) tada bi drugi kontrolni paketi koji dolaze u vremenskom intervalu  $T'_{odmak}$  u usmjeritelj  $CR_2$  bili blokirani, ukoliko se njihov snop preklapa s snopom B. Međutim, ukoliko se uvede kontrolni paket koji će oslobađati resurse za snop koji će biti izbačen, tada se vremenski interval ( $T_{bl}$ ), u kojem rezervirano mjesto izbačenog snopa blokira druge snopove, može smanjiti. U tom slučaju vrijeme mogućeg blokiranja iznosi:

$$T_{bl} = 2 \times T_{prop} + \Delta, \quad (3-4)$$

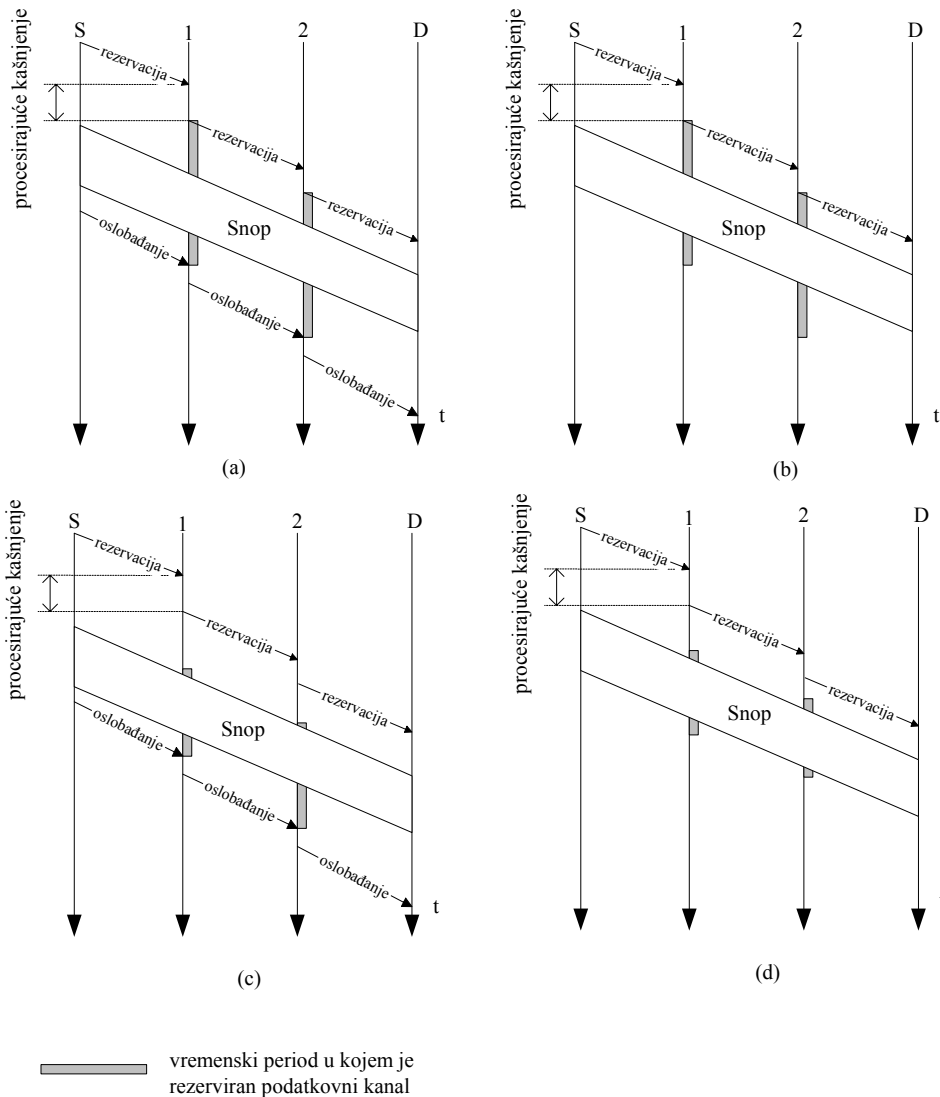
gdje je  $T_{prop}$  vrijeme propagacije optičkog signala između usmjeritelja  $CR_i$  i  $CR_{i+1}$ . Naravno, ova pretpostavka vrijedi ako je:

$$\begin{aligned} T'_{odmak} &\geq T_{bl}, \\ (H - i - 1) \times \Delta &\geq 2 \cdot T_{prop}, \end{aligned} \quad (3-5)$$

tj. ako oslobađajući kontrolni paket stigne poslije dolaska snopa u usmjeritelj. Vidljivo je iz prethodne nejednakosti da u praksi najčešće oslobađajući kontrolni paket nije potreban, jer ukoliko je vrijeme propagacije  $T_{prop} = 200 \mu s$  (što odgovara distanci od 40 km) tada bi broj skokova između dva usmjeritelja u mreži trebao najmanje iznositi 38, ako je vrijeme procesiranja  $\Delta = 10 \mu s$ . Taj broj skokova je rijedak u usmjeravanju i u velikim jezgrenim (*backbone*) mrežama te se može zaključiti da korištenje oslobađajućeg kontrolnog paketa nije nužno.

## 3.2 JIT signalizacijski protokol

Sljedeći signalizacijski protokol razvijen za OBS u WDM mrežama je JIT – *Just In Time* [1]. "Upravo na vrijeme" (*Just In Time*) paradigma znači da se signalna informacija, tj. kontrolni paket, šalje malo ispred snopa za koji je potrebno uspostaviti put. Cilj ovog mehanizma signalizacije je izbjegavanje čekanja potvrde o uspostavi konekcije. Postoji više varijacija JIT mehanizma rezervacije i oni su prikazani na slici 3-4.



Slika 3-4 Varijante JIT protokola

U svim scenarijima na slici 3-4 slanju snopa prethodi kontrolni paket koji vrši konfiguraciju optičkih komutatora i rezervaciju kanala. Ti scenariji su sljedeći:

- *Scenarij (a): eksplicitna uspostava veze i eksplicitni raskid veze*

U ovom scenariju, prije slanja snopa šalje se kontrolni paket koji konfigurira optičke prospojnike i rezervira kapacitet (SETUP). Komutacijski elementi i kanali bivaju zauzeti od trenutka napuštanja kontrolnog paketa komutatora. Oni su zauzeti sve dok ne stigne kontrolni paket koji je odgovoran za njihovo oslobađanje (RELEASE).

- *Scenarij (b): eksplicitna uspostava veze i procijenjeni raskid veze*

U ovom scenariju, uspostava veze i vremenski početak rezervacije su isti kao i u scenariju (a). Međutim, oslobađanje resursa ne dešava se eksplicitno slanjem kontrolnog paketa koji označava kraj snopa. U ovom slučaju oslobađanje resursa se dešava implicitno na osnovu informacija o trenutku dolaska snopa u komutator i njegovog trajanja, koje su zapisane u kontrolnom paketu koji radi uspostavu veze (SETUP).

- *Scenarij (c): procijenjena uspostava veze i eksplicitni raskid veze*

Ovaj scenarij je suprotan scenariju (b) jer se ovdje procjenjuje dolazak snopa te se od tog trenutka zauzimaju tj. rezerviraju mrežni resursi. Oslobađanje resursa je isto kao i u scenariju (a) tj. eksplicitnim slanjem kontrolnog paketa koji označava kraj snopa.

- *Scenarij (d): procijenjena uspostava veze i procijenjeni raskid veze*

U ovom scenariju i rezervacija i oslobađanje mrežnih resursa se procjenjuje na osnovu informacija koje se nalaze u kontrolnom paketu. Ovaj scenarij je identičan JET protokolu.

Opisani scenariji međusobno se razlikuju po vremenu zauzetosti komutatora i kanala za slanje istog snopa. Što je bolja procjena dolaska snopa i njegove duljine to je bolja iskorištenost mrežnih resursa a i smanjuje se vjerojatnost blokiranja snopova. Ali, ti scenariji koji zauzimaju resurse na osnovu procjene dolaska i duljine snopa traže složenije strukture za njihovu implementaciju, jer u tom slučaju bi za svaki komutatorski element bilo potrebno držati informaciju o trenutku kada će on postati slobodan (više o tome će biti riječi kasnije)

JIT signalizacijski protokol je razvijen u sklopu *Jump Start* projekta [1]. Cilj tog projekta je bio definiranje signalnog protokola i arhitekture za OBS preko WDM prijenosnog sustava. Pretpostavke koje su bile uvedene na početku projekta su prikazane u tablici 3-1.

Tablica 3-1 Osnovne pretpostavke OBS arhitekture

Pretpostavka	Opis
Kontrolni kanal se nalazi izvan pojasa podatkovnih kanala	Kontrolni paketi podliježu O/E/O konverzijama prilikom procesiranja u pojedenim čvorovima mreže, stoga je poželjno odvojiti kontrolni kanal od podatkovnog koga se želi zadržati u optičkoj domeni
Transparentnost u odnosu na brzinu prijenosa	Budući da su podatkovni kanali zadržani u optičkoj domeni, postignuta je transparentnost na brzine prijenosa
Inteligencija rubnih usmjeritelja	U rubnim usmjeriteljima je smještena sva inteligencija što se tiče OBS tehnike, dok su ostali komutatori u mreži jednostavni
Signalni protokol je implementiran u sklopovlju	Da bi se izbjegla zagušenja i postigla visoka brzina upravljanja, signalni protokol je sklopovski implementiran
Ne postoji globalna vremenska sinkronizacija	Budući da se želi postići što jednostavnija struktura, izbjegnuti su mehanizmi sinkronizacije

Funkcije JIT signalnog protokola su dane u tablici 3-2.

Tablica 3-2 Funkcije signalizacijskog protokola JIT

Funkcija	Opis
Deklaracija sesije	Objava konekcije u mrežu
Uspostava konekcije	Konfiguracija mrežnih resursa potrebnih za uspostavu sveoptičke konekcije tj. puta od izvorišta do odredišta
Prijenos podataka	Informiranje susjednih komutatora od vremenu dolaska snopa i njegove duljine
Održavanje informacija o konekciji	Ažuriranje informacija potrebnih za održavanje konekcije
Raskid konekcije	Oslobađanje resursa zauzetih radi slanja snopa

Kod uspostave konekcije tj. puta kroz OBS mrežu koristeći JIT signalni protokol, potrebno je proći kroz niz faza danih u tablici 3-2. Pomoću ovog signalnog protokola, moguće je uspostavljati različite tipove konekcija u OBS mreži. Tako, ovisno o tipu konekcije, moguće je neke od faza spojiti. Npr. SETUP kontrolni paket može poslužiti za izvršavanje više funkcija:

- objava sesije u OBS mreži,
- uspostava puta,
- objava dolaska snopa.

Ovakva agregacija je poželjna radi brzine uspostave veze, što naročito ima smisla kod slanja malih snopova.

Kod dizajniranja signalizacijskog protokola u obzir uzete su sljedeće pretpostavke:

- Signalizacija je izvan podatkovnog područja prijenosa.

- Kvaliteta signalnog kanala je *best-effort*.
- Signalne poruke tj. paketi se u svakom čvoru procesiraju i spremanju u repove čekanja što implicira mogućnost njihovih gubitaka.
- Signalni kanal ima mali iznos učestalosti pogreške (*BER*).

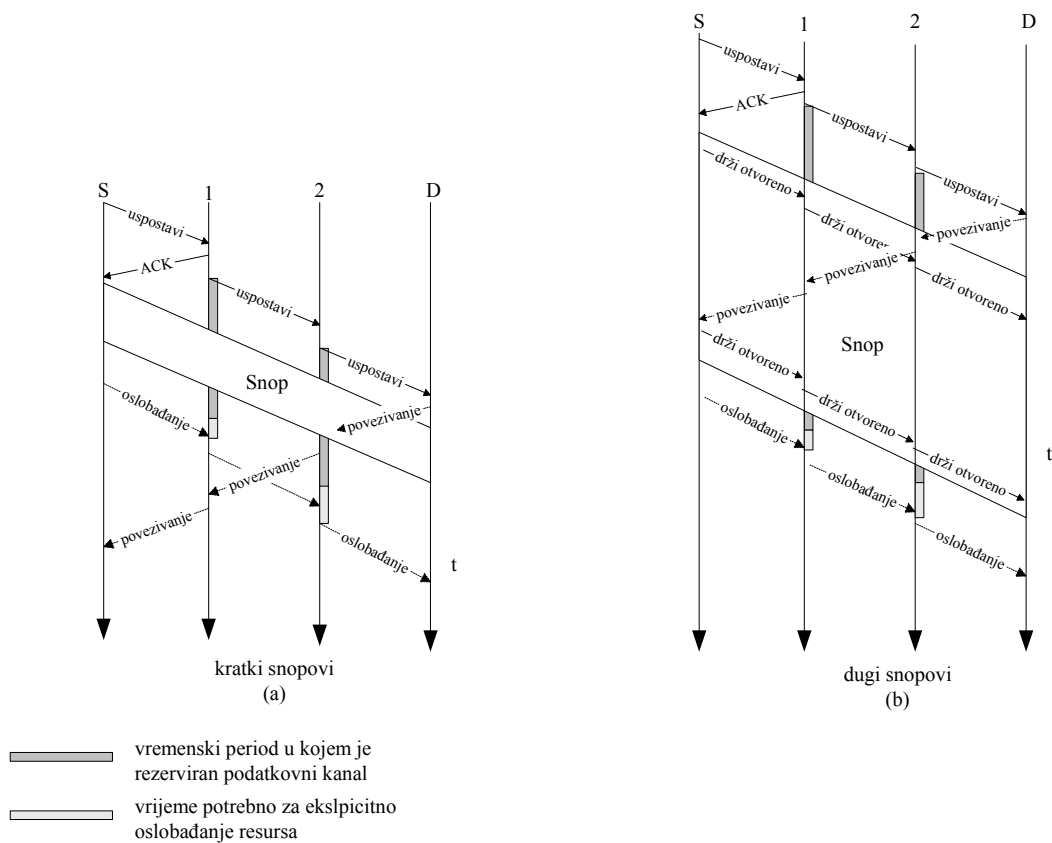
Druga pretpostavka govori o pouzdanosti signalnog protokola. Ukoliko dođe do gubitka kontrolnog paketa, dolazi do ponovnog slanja tog paketa, što onda može uzrokovati gubitak snopa, jer je moguće da snop dođe prije do komutatora nego kontrolni paket te bude odbačen. Međutim, ta pretpostavka se čini dovoljnom dobrom ukoliko je BER u signalnom kanalu relativno mali.

Konekcije koje podržava JIT signalizacijski protokol mogu se prema tipu klasificirati na sljedeći način:

- Konekcije *unicast* odnosno *multicast* tipa.
- Konekcije za prijenos kratkih odnosno dugih snopova.
- Konekcije s eksplicitnim raskidom veze odnosno vremenski definiranom (procijenjenom).
- Stalne konekcije odnosno "*on-the-fly*" konekcije.

U "*on-the-fly*" tipovima konekcija, put se uspostava tijekom trajanja jednog snopa. Stoga, više snopova koji pripadaju istoj izvorišnoj i odredišnoj adresi mogu putovati različitim putovima jer se za svaki snop uspostavlja posebna konekcija. Za ovakav tip konekcije, poželjno je da uspostava bude što brža pa se prema tome objava sesije, uspostava puta i prijenos podataka objedinjuje u jedan signalni tj. kontrolni paket. Tok signalnih paketa je prikazan na slici 3-5.

Konekcija se inicira slanjem SETUP paketa čvora koji šalje snop (*S* na slici 3-5) susjednom komutatoru. Komutator na osnovu vremena potrebnog za procesiranje signalnog paketa te odredišne adrese određuje odgovarajuće kašnjenje za pripadajući snop. Nakon toga, komutator šalje ACK signalni paket izvorišnom čvoru. Izvorišni čvor čeka izvjesno vrijeme koje je određeno vremenom potrebnom za put signalu do susjednog komutatorom i natrag (*round trip time*). U međuvremenu SETUP paket nastavlja putovati kroz OBS mrežu i konfigurirati komutatore na putu. Kad je SETUP paket stigao na odredište, moguća je opcija da se šalje izvorišnom čvoru potvrda uspostave konekcije (CONNECT kontrolni paket). Na kraju slanja snopa, izvorišni čvor šalje kontrolni paket za eksplicitno raskidanje konekcije (RELEASE kontrolni paket). Moguća je opcija da se automatski oslobađaju zauzeti resursi nakon prolaska snopa kroz komutator. Kao zaštita od gubitka kontrolne poruke RELEASE, komutatori imaju implementiran vremenski mehanizam gdje nakon određenog vremena sami oslobađaju zauzete resurse. Zbog toga je potrebno povremeno slati kontrolni paket KEEPALIVE (slika 3-5 (b)) kako se ne bi desilo oslobađanje resursa u toku slanja dugačkih snopova.



Slika 3-5 Tok signalnih paketa za kratke i duge snopove

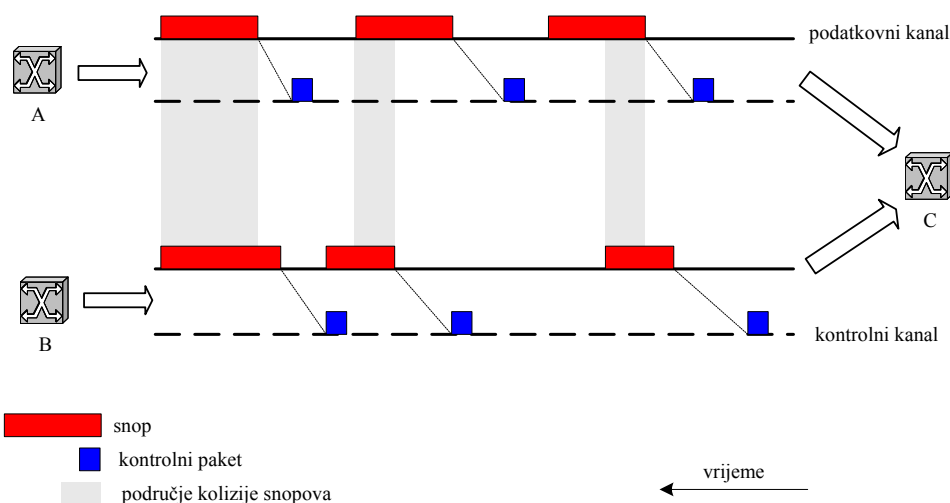
Stalne konekcije se koriste u slučajevima kada je potrebna garancija da niz snopova koji pripadaju jednoj komunikaciji idu uvijek istim putem. U ovom slučaju, deklaracija sesije i uspostava puta je odvojena od prijenosa podataka tj. snopova. U toku prve dvije faze, utvrđena je tehnika usmjeravanja i ona je pohranjena u svim komutatorima na putu. Slanje snopova kod ovog tipa konekcije slično je slanju snopova kao kod "on-the-fly" tipova konekcije, samo je razlika u tome da u SETUP kontrolnom paketu nalazi identifikator koji služi za odabiranje odgovarajuće tehnike usmjeravanja pohranjene u komutatoru.

### 3.3 Slučajni odabir vremena odmaka

Kao što je ranije rečeno, odabir vremena odmaka ključna je točka u signalizacijskom protokolu (koji utiče na efikasnost rezervacije mrežnih resursa). U prethodnim protokolima je uglavnom to vrijeme bilo definirano vremenom potrebnim da kontrolni paket konfigurira optičke komutatore na putu. Međutim, jedna od glavnih karakteristika koje bi trebali imati rezervacijski algoritmi je izbjegavanje sukoba snopova u komutatoru koji dolaze iz različitih izvorišnih čvorova u mreži. Ta karakteristika je bitna jer u slučaju da algoritam nema dobro riješen slučaj pojave sukoba, porasla bi vjerojatnost spremanja snopova u optičke spremnike time i vjerojatnost njihovog gubitka. Algoritmi koji koriste fiksno definirano vrijeme odmaka nisu efikasni u mrežama koje su nepovoljno raspoređene čvorove. Situacija koja se često dešava u takvim mrežama je prikazana na slici 3-6. Dva usmjeritelja šalju kontrolne pakete koji su međusobno skoro sinkronizirani (nenamjerno) zbog svog položaja u mreži.



Ako bi se koristilo fiksno vrijeme odmaka, tada bi usmjeritelj C bio u mogućnosti poslužiti samo jedan od zahtjeva (ili A ili B) što bi dovelo do velike vjerojatnosti blokiranja snopova.



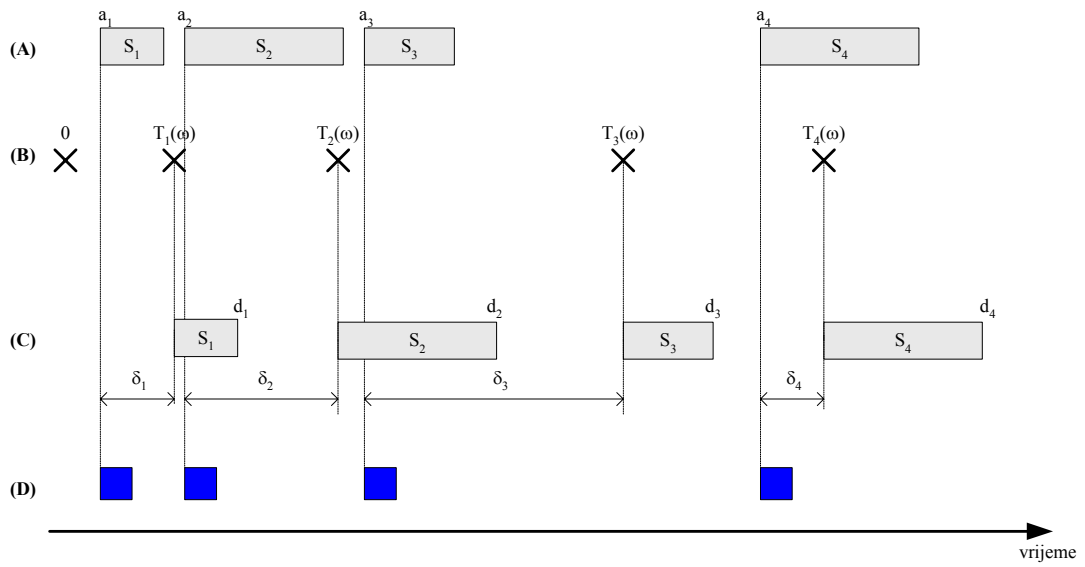
Slika 3-6 Situacija slučajne sinkronizacije kontrolnih paketa iz dva različita izvora

Jedno od rješenja tog problema je korištenje slučajnog vremena odmaka [2]. Na slici 3-7 opisan je način rada mehanizma rezervacije resursa u mreži slučajnim određivanjem vremena odmaka. Ovaj mehanizam je sličan "leaky bucket" mehanizmu u kojem su kontrolne oznake (*tokens*) generirani slučajno prema nekoj razdiobi i to bez spremanja kontrolne ćelije. Kada je snop spreman za slanje (trenutak  $a_1$  za snop  $S_1$  na slici 3-7), tada se šalje njegov kontrolni paket u mrežu. Vrijeme odmaka za taj snop je određeno razlikom trenutnog vremena i vremena generiranja sljedeće oznake po nekom slučajnom procesu (npr. trenutak  $\delta_1$  za snop  $S_1$  na 3-7). Moguće je da generirana oznaka propadne ako nema niti jednog snop pripravan za slanje u mrežu. Nadalje, oznaka neće biti iskorištena od novog snopa ako se vrijeme transmisije prethodnog snopa preklapa s vremenom generiranja oznake. U tom slučaju, sljedeća oznaka će biti iskorištena za definiranje vremena odmaka snopa. To je prikazano na slici 3-7. Oznaka  $T_3(\omega)$  neće moći biti iskorištena za definiranje vremena odmaka snopa  $S_3$  jer je stvorena u vremenskom intervalu transmisije prethodnog snopa  $S_2$ . Za definiranje vremena odmaka  $S_3$  će biti iskorištena oznaka  $T_4(\omega)$ .

Konačno, signalizacijski protokol koji koristi opisani mehanizam slanja kontrolnih paketa ima sljedeće prednosti:

- regulira srednji intenzitet slanja snopova u OBS mrežu i
- stohastičko definiranje vremena odmaka sprječava bilo kakvu pojavu slučajne sinkronizacije kontrolnih paketa iz različitih konekcija, kao što je bio slučaj na slici 3-6. Generatori kontrolnih oznaka mogu biti inicijalizirani (IP) adresom odredišta.

Međutim, glavni nedostatak je ovog mehanizma definiranja vremena odmaka je upravo slučajnost vremena odmaka. Iako je time izbjegnuta slučajna sinkronizacija između kontrolnih paketa iz različitih izvorišnih čvorova, vjerojatnost gubitka snopa može biti velika zbog preranog susretanja kontrolnog paketa i pripadajućeg snopa jer vrijeme odmaka nije definirano vremenom procesiranja već slučajnim procesom.



- (A) Snopovi koji trebaju biti posalni
- (B) Dolazak tokena
- (C) Slanje snopova
- (D) Slanje kontrolnih paketa

*Slika 3-7 Mehanizam rezervacije mrežnih resursa pomoću slučajno definiranog vremena odmaka*

# Poglavlje 4

## Arhitektura mreže

Konkretna realizacija čitavog sustava koji podržava razmjenu informacija na principu komutiranja snopova zahtjeva definiranje konstrukcije mrežnih uređaja koji će biti u mogućnosti podržati zahtjeve OBS komutacijske tehnike. To područje sa sobom donosi mnogo pitanja na koje je potrebno odgovoriti.

Iz samog koncepta OBS mreže izdvojive su dvije domene koje sugeriraju tj. uvjetuju strukturu arhitekture OBS mrežnih elemenata. To su domene prijenosa kontrolne informacije i domena prijenosa korisničke informacije. Također, drugi koncept prisutan u OBS mreži koji diktira arhitekturu je koncept usnopljanja prometa tj. paketa. Na osnovu tih koncepata, mrežni čvorovi su podijeljeni u dvije skupine (koje su već bile navedene ranije ali zbog potpunosti strukture OBS mreže navode se još jedanput):

- jezgreni usmjeritelj (*Core Router*) i
- rubni usmjeritelj (*Edge Router*).

U osnovi, između jezgrenih i rubnih usmjeritelja postoji veza 1:1, tj. uz svaki jezgreni usmjeritelj je vezan jedan rubni usmjeritelj. Također, moguće je očekivati da će ta dva usmjeritelja u konačnoj realizaciji činiti jedan fizički čvor tj. usmjeritelj u OBS mreži.

U sljedećim poglavljima će biti opisana rješenja pojedinih tipova usmjeritelja.

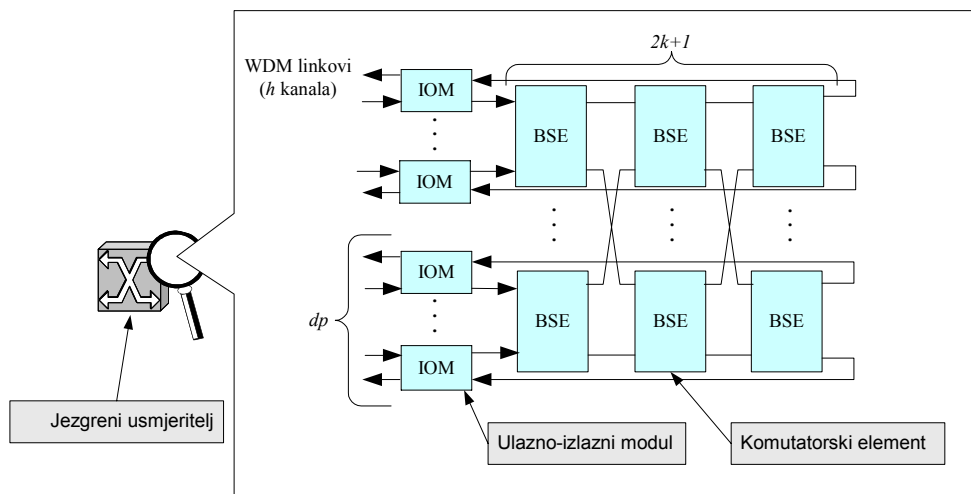
### 4.1 Jezgreni usmjeritelj

Jezgreni usmjeritelji, kao što im ime govori, čine jezgrenu mrežu koje ima ulogu transporta snopova. Prema tome, jezgreni usmjeritelji imaju funkciju usmjeravanja snopova kroz mrežu na osnovu procesiranja kontrolnih paketa. To znači da jezgreni usmjeritelj obrađuje obje vrste prometa u OBS mreži, tj. snopove i kontrolne pakete. U realizaciji jezgrenog usmjeritelja postoje dva pristupa od kojih je jedan ima više integriranu i kompleksniju realizaciju dok je drugi pristup jednostavniji i ima više distribuiranu realizaciju s obzirom na kontrolnu i podatkovnu ravninu upravljanja.

#### 4.1.1 Integrirano rješenje

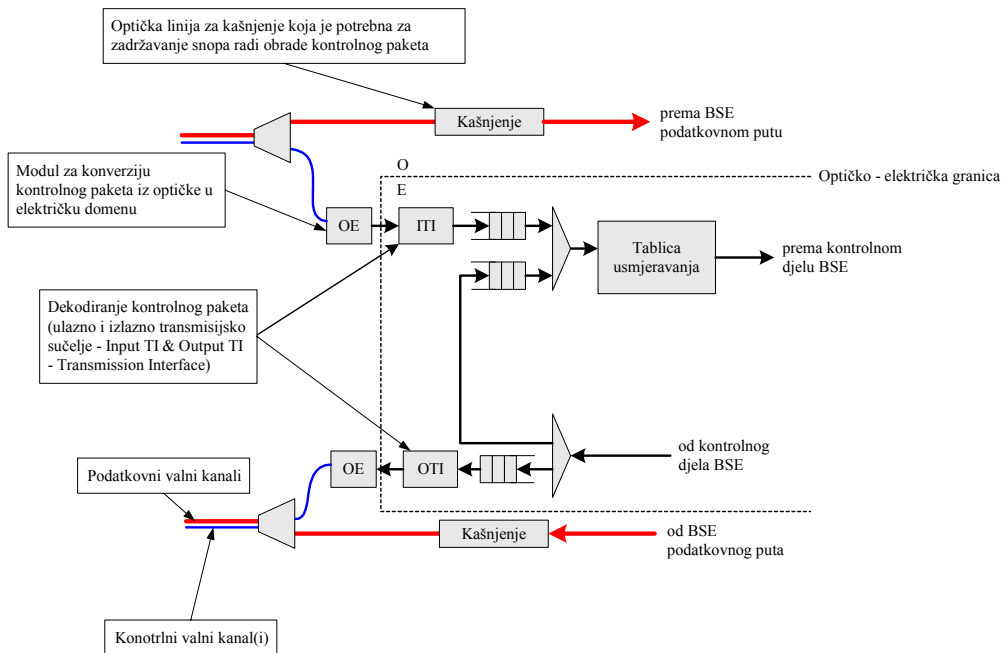
Ova arhitektura ima relativno kompleksnu izvedbu jer je izgrađena po uzoru na ATM mrežnu arhitekturu. Također, ovo rješenje daje detaljniju sliku jezgrenog usmjeritelja od distribuiranog rješenja.

Na slici 4-1 je prikazana osnova struktura jezgrenog usmjeritelja [6]. Ta skalabilna struktura sastoji se od ulazno-izlaznih modula (IOM – *Input-Output Module*) i višestupanjske mreže međusobno povezanih komutatorskih elemenata (BSE – *Burst Switching Element*). Ulazno-izlazni moduli smješteni su na svakom ulaznom odnosno izlaznom portu komutatora snopova i na njih su vezani WDM transmisijski linkovi. Mreža BSE elemenata ima izgled *Benešove* topologije tako da između bilo kojeg ulaznog i izlaznog porta postoji više putova. Ako je broj stupnjeva u toj topologiji  $2k+1$  i ako je broj portova na pojedinom BSE-u  $dp$  tada takva struktura ima ukupno  $d^{2k+1}$  portova. Ako je na svaki port (ulazno-izlazni modul) vezano 128 WDM kanala ( $h=128$ ), gdje jedan valni kanal ima kapacitet 2.4 Gbit/s, onda kapacitet 7 ( $k=3$ ) stupanjskog komutatora s 4 ( $dp = 4$ ) porta na pojedinom BSE iznosi oko 20 Tbit/s, što pokazuje da ovakva struktura raspolaže dosta velikim kapacitetom.



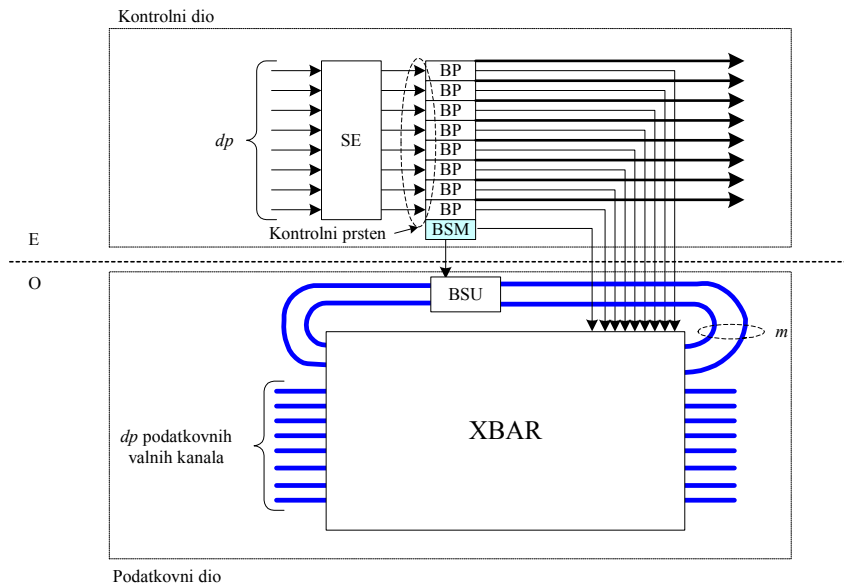
Slika 4-1 Skalabilna struktura jezgrenog usmjeritelja

Kao što je poznato, u tehnici komutacije snopova prije slanja snopa, šalje se kontrolni paket (BHC) koji se procesira u svakom usmjeritelju na putu prema odredištu. U ovoj arhitekturi, kontrolni paket se nakon dolaska u jezgreni usmjeritelj šalje u IOM modul gdje se vrši procesiranje paketa. Na slici 4-2 je prikazana struktura IOM modula, koji je građen od ulaznog i izlaznog dijela. Prije samog procesiranja, BHC se u ulaznom dijelu IOM modula konvertira u električku razinu pomoću ulaznog OE modula. Nakon toga kontrolni paket dobiva vremensku oznaku trenutnog vremena te se zatim šalje u rep za posluživanje. Nakon toga, kontrolni paket se obrađuje tj. pregledavaju se tablice usmjeravanja te se određuje izlazni port na koji će biti snop prosljeđen (standardni postupak usmjeravanja). Na izlazu iz ulaznog dijela IOM modula, polje u zaglavlju kontrolnog paketa, koji sadrži informaciju o vremenskom razmaku između kontrolnog paketa i snopa (vrijeme odmaka), ažurira se tako da je moguće kontrolirati vrijeme zadržavanja snopa, ukoliko je to nužno (to ovisi o tipu signalizacijskog protokola koji se koristi u mreži). Vrijeme provedeno za procesiranje kontrolnog paketa u IOM modulu je određeno na osnovu vremenske oznake koja je nanosena u kontrolni paket prilikom ulaska u IOM. U izlaznom djelu IOM modula snop se propušta kroz element za zadržavanje dok kontrolni paket ponovo prolazi procesirajući dio.



Slika 4-2 Struktura ulazno-izlaznog modula (IOM)

Nakon obrade u IOM modulu, kontrolni paket se šalje prvom komutacijskom elementu (BSE). Kako bi BSE mogao komutirati obje vrste prometa (kontrolne pakete koji se u električkoj domeni i snopove koji su u optičkoj domeni), on je građen od dva dijela, kontrolnog i podatkovnog, kao što je pokazano na slici 4-3.

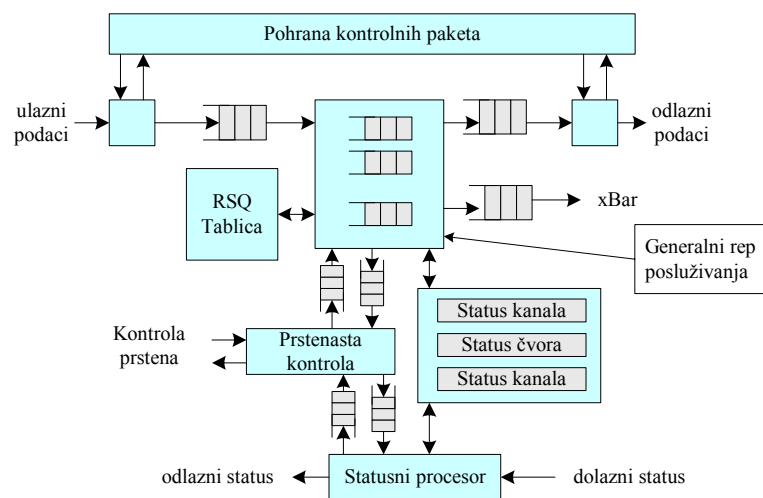


Slika 4-3 Struktura BSE-a

Kontrolni dio se sastoji od komutacijske strukture (SE - Switching Element) s  $dp$  ulaznih veza, niza od  $dp$  procesora snopova (BP - Burst Processor) te od modula upravljanja pohranjivanjem snopova

(BSM - *Burst Storage Manager*). Podatkovni dio se sastoji od komutatora (XBAR) te jedinice za spremanje snopova (BSU – *Burst Storing Unit*). BSU je povezan s XBAR komutatorom s  $m$  ulazno-izlaznih linkova. XBAR komutator ima  $dp$  ulazno-izlaznih veza te je u stanju komutirati bilo koji kanal s bilo kojeg ulaznog linka na bilo koji kanal na bilo kojem izlaznom linku. BP je odgovoran za konfiguraciju XBAR kako bi odgovarajući snop bio prosljeđen na odgovarajući izlaz. Međutim, ako BP nije u mogućnosti uspostaviti konekciju s izlaznim linkom (nema na raspolaganju dovoljno mrežnih resursa), onda se pomoću BSM modula snop sprema u BSU, preko raspoloživih  $m$  optičkih linkova.

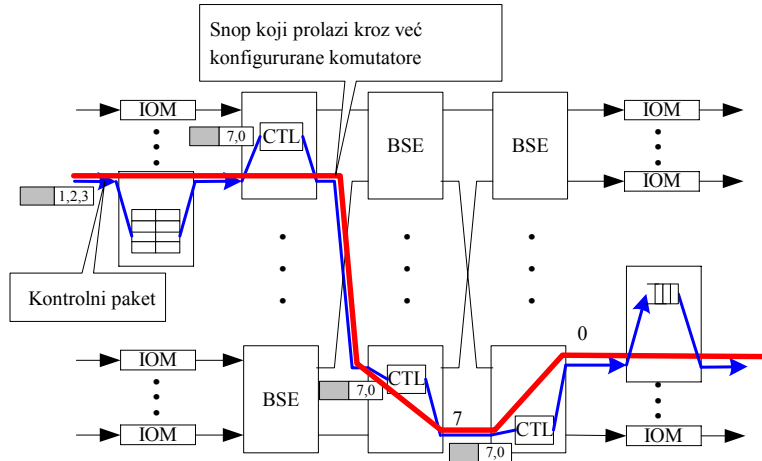
Nadalje, bitni element unutar BSE je procesor snopova (BP), čija struktura je dana na slici 4-4. Njegova glavna uloga je procesiranje kontrolnog paketa, tj. čitanje usmjeravajuće informacije iz kontrolnog paketa, koju je upisao IOM modul, i konfiguracija komutacijske matrice tj. XBAR-a.



Slika 4-4 Struktura BP-a

Procedura obrade kontrolnog paketa i konfiguracija XBAR-a može se opisati na sljedeći način. Na samom ulazu u BP, kontrolni paket se sprema u jedinicu za pohranu paketa. Zatim se određeni dio kontrolnog paketa prosljeđuje dalje u generalni rep posluživanja. Ukoliko se BP nalazi u BSE elementu koji nije u zadnjem stupnju jezgrenog usmjeritelja (slika 4-1), tada je generalni rep posluživanja građen od  $dp$  repova čekanja za svaki izlazni link. Ako BSE element pripada nekom od  $k$  do  $2k-1$  stupnjeva BS-a, tada se informacija u zaglavlju kontrolnog paketa (izlazni port na koji se mora proslijediti snop) koristi za odabiranje odgovarajućeg repa čekanja u generalnom repu. Ukoliko je BSE lociran u nekom od 2 do  $k-1$  stupnjeva, onda se koristi algoritam dinamičkog raspoređivanja opterećenja repova čekanja za ravnopravno raspoređivanje kontrolnih paketa u repove čekanja. U samo procesiranju kontrolnog paketa, na osnovu izlaznog porta, koji je zapisan u zaglavlju kontrolnog paketa, BP vrši rezervaciju raspoloživih valnih kanala preko kojih će prosljeđivati pripadajući snop. Ukoliko nije moguće dodijeliti kanal na odgovarajućem izlaznom linku, onda se pomoću BSM modula pokušava pronaći slobodno mjesto u optičkom spremniku radi pohrane snopa. Ta se komunikacija odvija preko kontrolnog prstena. Ukoliko je nemoguće spremati snop u spremnik, onda se bilježi informacija pomoću koje će se pripadajući snop izbaciti. Statusni procesor je odgovoran za kontrolu statusa BP unutar BSE-a, te za distribuciju i ažuriranje tih informacija.

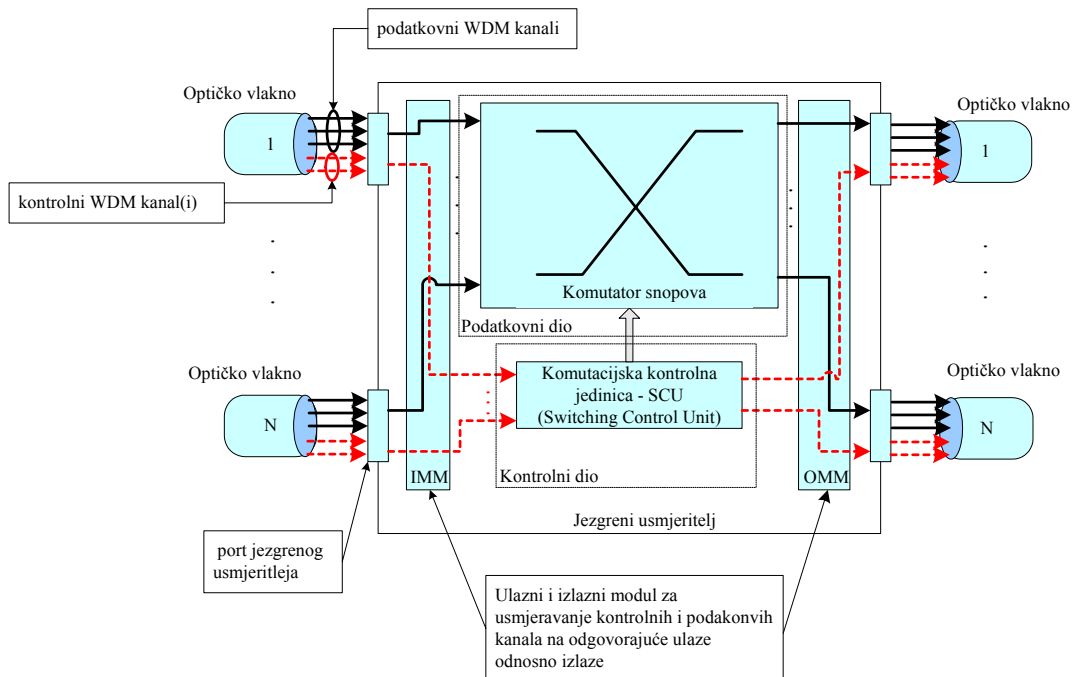
Nakon obrade kontrolnog paketa, pripadni snop dolazi u potpuno konfigurirani jezgri usmjeritelj i prosljeđuje se na odgovarajući izlazni link (naravno, ukoliko je obrada kontrolnog paketa bila uspješna). Jedan primjer putova kontrolnog paketa i njegovog snopa unutar jezgrog usmjeritelja prikazan je na slici 4-5.



Slika 4-5 Postupak komutiranja snopa u jezgrom usmjeritelju

#### 4.1.2 Distribuirano rješenje

Za razliku od prethodnog rješenja arhitekture jezgrog usmjeritelja, ovo rješenje je manje detaljno i više je koncentrirano na konceptualnu izvedbu usmjeritelja [12]. U osnovi, kao i u prethodnom rješenju, jezgri usmjeritelj je građen od kontrolnog dijela i podatkovnog dijela, što je vidljivo na slici 4-6.

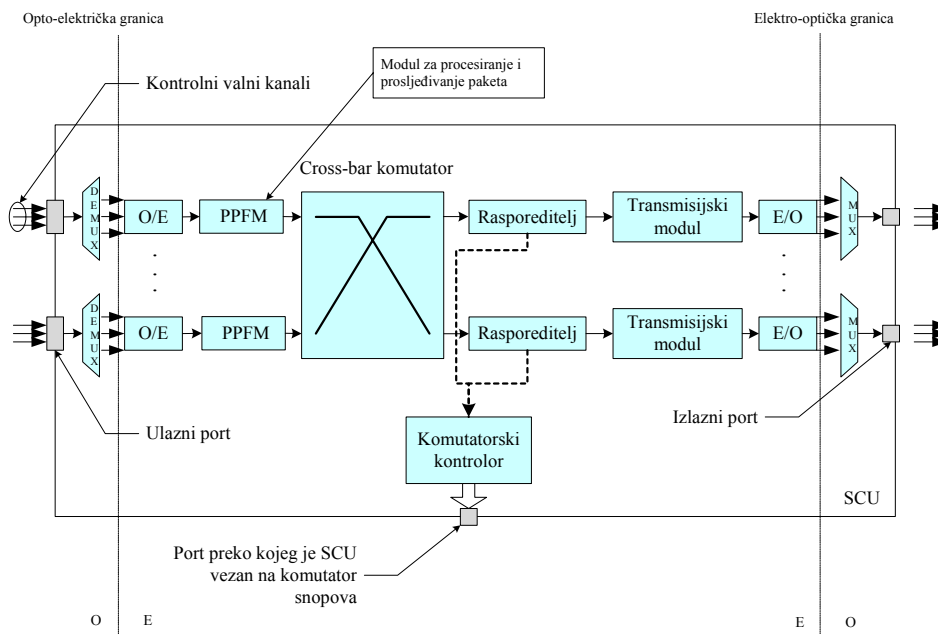


Slika 4-6 Struktura jezgrog usmjeritelja

U ulaznom i izlaznom dijelu usmjeritelja su smješteni moduli (*IMM – Input Mapping Channel Module*, *OMM – Output Mapping Channel Module*) koji vrše usmjeravanje ulaznih odnosno izlaznih WDM kanala na odgovarajući dio usmjeritelja, ovisno o tipu kanala, tj. kontrolni kanali se usmjeravaju prema kontrolnom dijelu usmjeritelja a podatkovni kanali prema podatkovnom dijelu usmjeritelja.

### Kontrolni dio jezgrenog usmjeritelja

Kontrolni dio čini komutatorska kontrolna jedinica (*SCU – Switching Control Unit*), koja vrši procesiranje kontrolnih paketa i konfiguraciju komutatora snopova. Na slici je prikazana unutarnja struktura SCU-a.



Slika 4-7 Struktura komutatorske kontrolne jedinice (SCU)

Kontrolni paket prilikom dolaska u jezgreni usmjeritelj se pomoću IMM modula usmjerava na jedan ulazni port SCU-a, čiji je broj jednak broju portova u jezgrenom usmjeritelju, budući da postoji veza 1:1 između portova jezgrenog usmjeritelja i portova SCU-a. U principu, broj kontrolnih valnih kanala može biti veći od 1 te stoga je u ulaznom dijelu SCU potreban demultiplexerski (a u izlaznom dijelu multiplekserski) stupanj koji će izvršiti njihovo razdvajanje (spajanje). Nakon konverzije u električki oblik, kontrolni paket se šalje modulu za procesiranje i prosljeđivanje paketa (*PPFM – Packet Processing & Forwarding Module*). Funkcije koje obavlja PPFM modul su:

- nanošenje vremenske oznake u kontrolni paket kako bi bilo moguće kontrolirati ukupno vrijeme potrošeno na procesiranju paketa,
- analiza odredišne adrese paketa i pregledavanje tablica usmjeravanja s ciljem pronalaženja izlaznog porta na koji paket (a kasnije i snop) mora biti usmjeren i

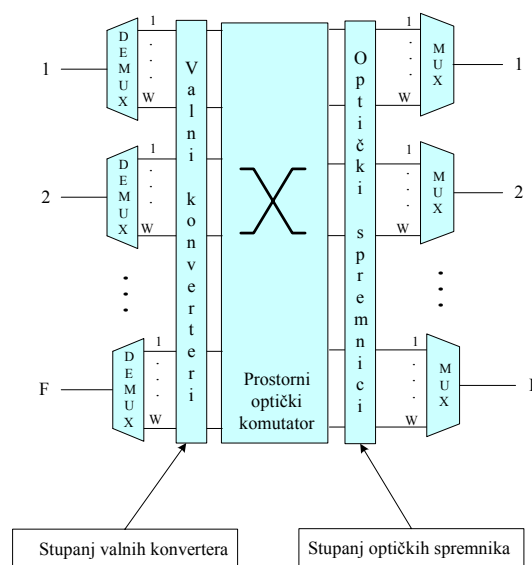


- prosljeđivanje paketa kroz *cross-bar* komutator prema odgovarajućem izlazu koji je dobiven funkcijom usmjeravanja.

Nakon prolaska kroz *cross-bar* komutator, kontrolni paket završava u modulu za raspoređivanje snopova ili kraće raspoređitelju (*scheduler*). Raspoređitelj predstavlja ključni modul SCU-a koji utiče na performanse OBS mreže. Naime, raspoređitelj na osnovu podataka o snopu unutar kontrolnog paketa (a to su vrijeme dolaska snopa i njegova duljina) vrši raspoređivanja snopa na neki od raspoloživih kanala prema nekom pravilu odnosno algoritmu (o algoritma raspoređivanja snopova će biti kasnije riječi). Ukoliko je raspoređivanje snopa bilo uspješno, vrši se rezervacija odabranog kanala na način konfiguriranja komutatora snopova preko komutatorskog kontrolora. U protivnom, kontrolni paket i njegov snop se izbacuju. Raspoređitelj u slučaju neuspješnog raspoređivanja ima mogućnost kreiranja kontrolnih paketa koji će oslobađati resurse koje je zauzeo blokirani kontrolni paket te obavještavati izvorišnu stranu o nastalom blokiranju. Međutim, taj problem spada u domenu signalizacijskih protokola o kojima je bilo riječi u prethodnom poglavlju. Ukoliko je raspoređivanje bilo uspješno, kontrolni paket se šalje transmisijskom modulu, gdje se informacija o vremenu odmaka postavlja na novu vrijednost na osnovu vremena koje je kontrolni paket proveo u SCU-u. I konačno, nakon konverzije u optičku domenu, kontrolni paket napušta SCU i jezgri usmjeritelj. U osnovi, raspoređitelj ima istu ulogu kao procesor snopova u integriranom modelu jezgrenog usmjeritelja.

### Podatkovni dio jezgrenog usmjeritelja

Podatkovni dio jezgrenog usmjeritelja, kojeg čini komutator snopova, je jednostavniji od kontrolnog dijela budući da njegova glavna uloga je prosljeđivanje snopova. Njegova struktura je dana na slici 4-8.



Slika 4-8 Struktura komutatora snopova

U osnovi komutator snopova je građen od sljedećih dijelova:

- ulazni demultiplekserski stupanj koji vrši demultipleksiranje ulazni podatkovnih WDM kanala,

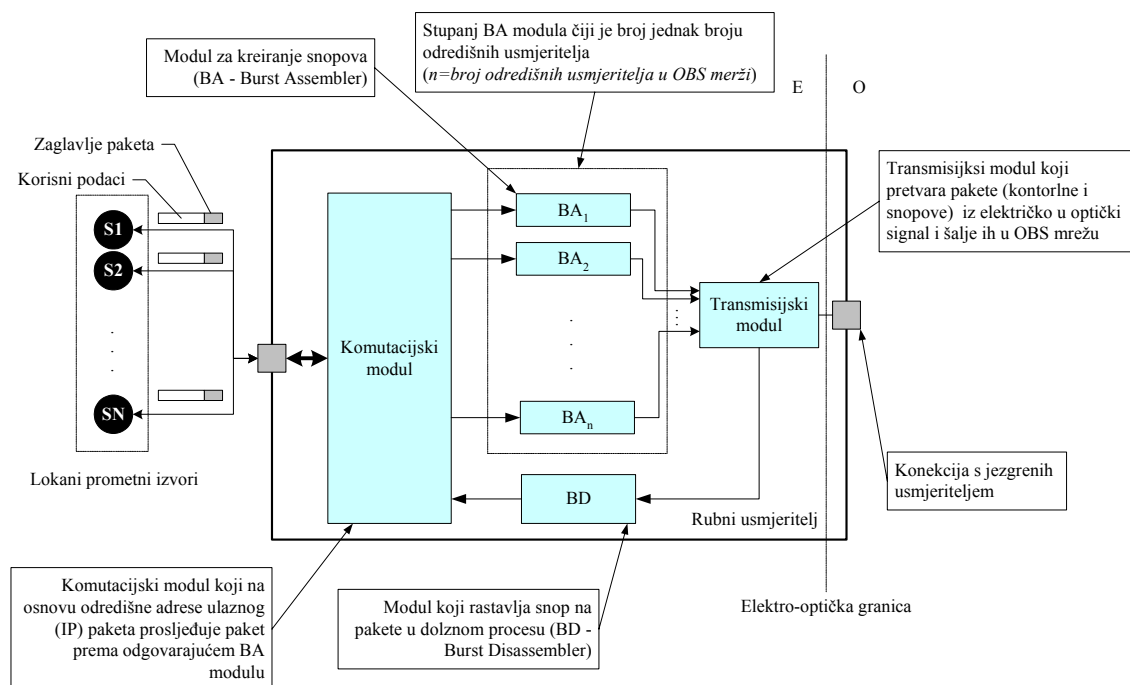
- stupanj valnih konvertera,
- prostorni optički komutator,
- stupanj optičkih spremnika i
- izlazni multiplekserski stupanj koji vrši multiplexiranje valnih kanala na izlazni link.

Stupanj valnih konvertera te stupanj optičkih spremnika je opcionalni dio jezgrenog usmjeritelja i on utiče na sveukupne performanse mreže. Detaljnija rješenja njihove uporabe te njihov utjecaj na performanse će biti dana kasnije.

Snop prilikom dolaska u jezgri usmjeritelj prosljeđuje se komutatoru snopova. Stanje komutatora snopova je u potpunosti diktirano kontrolnim dijelom jezgrenog usmjeritelja, tj. prosljeđivanje snopa, njegova eventualna konverzija na drugu valnu duljinu ili pak zadržavanje u optičkom spremniku je upravljano od strane SCU-a. Komutator snopova predstavlja alat kojim SCU usmjerava snopove u mreži. Ukoliko u trenutku dolaska snopa, komutator snopova nije postavljen tj. raspoređivanje njegovog kontrolnog paketa u SCU-u je bilo neuspješno, snop se izbacuje.

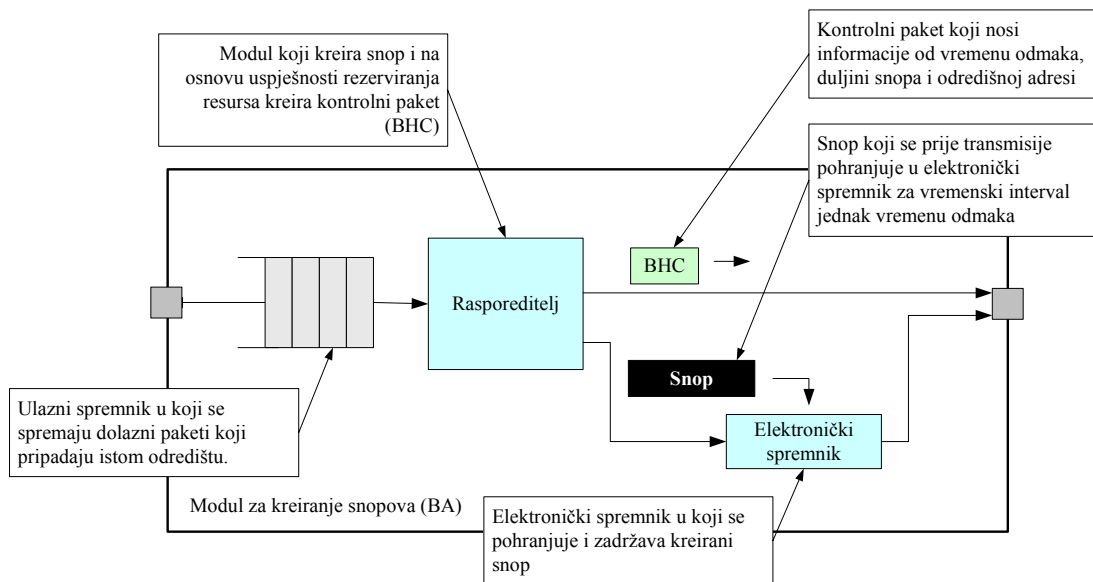
## 4.2 Rubni usmjeritelj

Rubni usmjeritelj predstavlja ulaznu točku u OBS mrežu te je njegova glavna zadaća stvaranje snopova od dolaznih paketa. Pored te zadaće, rubni usmjeritelj ima zadatak i kreiranje i slanje kontrolnih paketa, jer on predstavlja početnu točku komunikacije u OBS mreži. Na osnovu dodijeljenih zadataka, stvorena je i struktura rubnog usmjeritelja. Na slici 4-9 je dana osnovna struktura rubnog usmjeritelja.



Slika 4-9 Struktura rubnog usmjeritelja

Preko ulaznog porta rubni usmjeritelj prima paketa od lokanih izvora prometa (lokalne mreže) koji su namijenjeni različitim odredištima u OBS mreži. Budući da rubni usmjeritelj kreira snopove na način da agregira pakete koji imaju istu odredišnu adresu, na ulaznu rubnog usmjeritelja se nalazi komutacijski modul koji prosljeđuje pakete na osnovu njegove adrese prema modulu za kreiranje snopova (*BA – Burst Assembler*). Stoga, drugi stupanj rubnog usmjeritelja čine BA moduli, čiji je broj jednak broju odredišnih usmjeritelja u OBS mreži. Struktura BA modula je dana na slici 4-10.



Slika 4-10 Struktura modula za kreiranje snopova (*BA – Burst Assembler*)

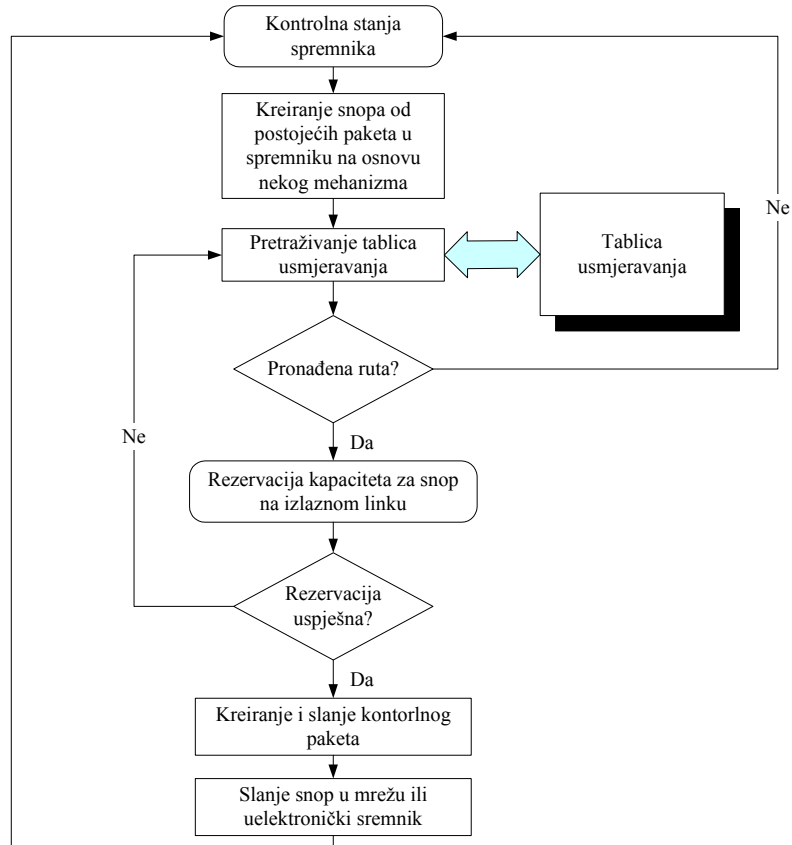
U ulaznom dijelu BA modula se nalazi spremnik u koji se pohranjuju paketi koji imaju istu odredišnu adresu. Glavni dio BA modula čini rasporeditelj, koji obavlja sljedeće funkcije:

- Kontrolira stanje ulaznog spremnika te na osnovu nekog mehanizma<sup>1</sup> vrši njegovo pražnjenje tj. kreiranje snopa od postojećih paketa u spremniku,
- pretraživanje tablica usmjeravanja,
- rezervacija resursa na izlaznom linku dobivenim metodom usmjeravanja,
- kreiranje i slanje kontrolnog paketa u OBS mrežu i
- slanje snop u OBS mrežu ili u elektronički spremnik ovisno o signalizacijskom protokolu koji je implementiran.

U osnovi, nabrojane funkcije koje rasporeditelj obavlja se uvijek izvršavaju slijedno po redoslijedu danom u prethodnoj listi. Naime, rasporeditelj na osnovu stanja spremnika kreira snop (a) i pokreće mehanizam za njegovo slanje u mrežu. Prvi korak je pronalaženje rute do odredišta pomoću pretraživanja tablica usmjeravanja (b). Za pronađenu rutu pokušava rezervirati resurse na izlaznom linku na način koji je određen signalizacijskim protokolom i mehanizmom raspoređivanja snopova (c). Ukoliko je rezervacija prošla uspješno, slijedi kreiranje kontrolnog paketa (BHC-a) u koji se

<sup>1</sup> O mehanizmima kreiranja snopova će biti više riječi kasnije

zapisuju potrebe kontrolne informacije te njegovo slanje u OBS mrežu (d). Konačno, kreirani snop se šalje u mrežu ili pak u elektronički spremnik gdje provodi određeno vrijeme (vrijeme odmaka) prije slanja koje je diktirano signalizacijskim protokolom. Opisni postupak je dan na slici 4-11.



Slika 4-11 Dijagram stanja BA modula

Zadnji dio rubnog usmjeritelja predstavlja transmisijski modul koji je odgovoran za pretvaranje kontrolnih paketa i snopova iz električke u optički domenu i njihovu transmisiju u mrežu. Konačni slanje u OBS mrežu je ostvareno preko konekcijskog porta koji predstavlja vezu s jezgrenom usmjeriteljem. Ta veza omogućava slanje kontrolnih paketa i snopova direktno na izlazne optičke linkove koji su vezani na jezgreni usmjeritelj.

Budući da rubni usmjeritelj predstavlja i krajnju točku komunikacije, njegova uloga je i rastavljanje snopa na njegove sastavne dijelove tj. pakete i njihovo usmjeravanje prema lokalnim mrežama. Stoga, kada snop stigne na odredište, pomoću transmisijskog modula se pretvara u električki oblik i šalje se modulu za rastavljanje snopa (*BD – Burst Disassembler*). BD modul ekstrahirane pakete šalje dalje komutacijskom modulu koji ih usmjerava prema odgovarajućoj lokalnoj mreži (slika 4-9).

### 4.3 Dimenzioniranje rubnog i jezgrenog usmjeritelja

Kako je vidljivo iz opće strukture jezgrenog usmjeritelja na slici 4-6, WDM kanali na optičkom vlaknu su raspodijeljeni u dvije grupe. Prvu grupu čine podatkovni kanali koji služe za prijenos snopova. Njihov kapacitet je reda veličine nekoliko desetina *Gbit/s* i podaci koje oni prenose ostaju

potpuno u optičkoj domeni (stoga su tu moguće velike brzine prijenosa). Drugu skupinu kanala čine kontrolni kanali. Ti kanali služe za prijenos kontrolnih podataka tj. BHC-ova. Kapaciteti ovih kanala su znatno manji od kapaciteta podatkovnih kanala jer se oni procesiraju u električkoj domeni (a i nema potrebe za većim brzinama jer se radi samo o malim količinama kontrolnih podataka).

Važno je ovdje uočiti vezu između podatkovnih i kontrolnih kanala koja određuje efikasnost OBS mreže. Efikasnost se može izraziti u obliku odnosa kapaciteta podatkovnih kanala i ukupnog kapaciteta OBS mreže tj.:

$$\eta = \frac{N_d C_d}{N_d C_d + N_c C_c}, \quad (4-1)$$

gdje je  $N_d$  broj podatkovnih kanala kapaciteta  $C_d$  a  $N_c$  broj kontrolnih kanala kapaciteta  $C_c$ . Pojedini snop će se uspješno proslijediti u jezgrenom usmjeritelju ukoliko su zadovoljeni sljedeći zahtjevi:

- postoji slobodan kapacitet na odgovarajućim izlaznim kontrolnim kanalima i
- postoji slobodan kapacitet na odgovarajućim izlaznim podatkovnim kanalima.

Ukoliko se želi da kontrolni i podatkovni kanali budu 100 % iskorišteni, tada se može na osnovu poznavanja duljine BHC-a, te podataka o kapacitetima i broju podatkovnih i kontrolnih kanala, odrediti srednja duljinu snopa. Ako je  $L_{BHC}$  duljina kontrolnog paketa (BHC) izražena u broju okteta, tada je maksimalna prosječna brzina transmisije BHC-ova:

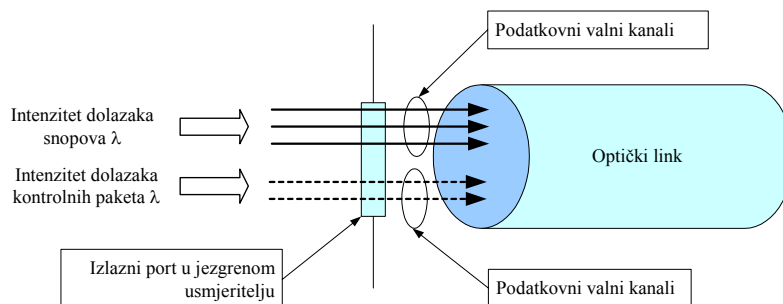
$$C_{BHC \max} = N_c \frac{C_c}{L_{BHC}}. \quad (4-2)$$

S druge strane, maksimalna prosječna brzina prijenosa snopova iznosi:

$$C_{snop, \max} = N_d \frac{C_d}{L_{snop}} \quad (4-3)$$

gdje je  $L_{snop}$  je prosječna duljina snopa u oktetima.

Intenzitet dolazaka  $\lambda$  snopova na odgovarajući izlazni podatkovni dio optičkog linka je jednak intenzitetu dolazaka kontrolnih paketa na kontrolni dio optičkog linka (jer svaki snop ima svoj odgovarajući kontrolni paket - BHC) (slika 4-12).



Slika 4-12 Opterećenje izlaznog optičkog linka

Prema tome, opterećenje podatkovnog transmisijskog dijela optičkog linka iznosi:

$$\rho_d = \lambda \frac{L_{snop}}{N_d C_d}, \quad (4-4)$$

a kontrolnog dijela:

$$\rho_c = \lambda \frac{L_{BHC}}{N_c C_c}, \quad (4-5)$$

Ukoliko se želi postići da je iskoristivost podatkovnog transmisijskog dijela optičkog linka 100%, na osnovu podataka o duljini kontrolnog paketa te broju i kapacitetu kontrolnih i podatkovnih kanala na izlaznom optičkom linku, možemo odrediti minimalnu duljinu snopa koja će dati 100% iskorištenje kontrolnog dijela optičkog linka bez gubitaka. Iz (4-4) i (4-5) slijedi (izjednačavanjem po  $\lambda$ ):

$$\rho_c = \rho_d \frac{L_{BHC}}{L_{snop}} \frac{N_d C_d}{N_c C_c} \leq 1. \quad (4-6)$$

Ukoliko je  $\rho_d = 1$  (bez gubitka) dobiva se da je:

$$L_{snop} \geq L_{BHC} \frac{N_d C_d}{N_c C_c}. \quad (4-7)$$

Ako se npr. uzmu sljedeće vrijednosti:

$$\begin{aligned} N_d &= 32, \\ N_c &= 2, \\ C_d &= 10 \text{ Gbit} / s, \\ C_c &= 1 \text{ Gbit} / s, \\ L_{BHC} &= 10 \text{ okteta}, \end{aligned}$$

dobiva se da je prosječna minimalna duljina koju snop smije imati, a koja je diktirana opterećenjem podatkovnog dijela transmisijskog linka, iznosi  $L_{snop} = 1600$  okteta.

#### 4.3.1 Opterećenje SCU-a

Kao što je rečeno, SCU predstavlja vitalni dio OBS mreže te je stoga nužno odrediti njegovo prometno opterećenje. Ključni elementi unutar SCU-a koji mogu predstavljati usko grlo su (slika 4-7):

- *PPFM* modul koja ima vrijeme procesiranja BHC-a  $\delta_f$
- *komutatorski kontrolor (Switch Controller)* čije vrijeme komutiranja iznosi  $\delta_c$  i
- *rasporeditelj (scheduler)* koji ima vrijeme procesiranja BHC-a  $\delta_s$ .

Ukoliko se želi izbjeći preopterećenje komutacijske kontrolne jedinice (SCU-a), potrebno je da vrijedi sljedeći odnos između vremena procesiranja i ulaznog prometnog intenziteta:

$$\lambda < \min \left\{ \frac{1}{\delta_f}, \frac{1}{\delta_s + X}, \frac{1}{N \cdot \delta_c} \right\}, \quad (4-8)$$

gdje je  $N$  dimenzija optičkog komutatora a  $X$  je srednje vrijeme procesiranja komutatorskog kontrolora ( $\delta_c \leq X \leq N \cdot \delta_c$ ). Ako bi SCU imao raspodijeljenu strukturu, kao što je to slučaj na slici 4-7, tada bi nejednakost postala:

$$\lambda < \min \left\{ \frac{1}{\delta_f}, \frac{1}{\delta_s}, \frac{1}{N \cdot \delta_c} \right\}, \quad (4-9)$$

Ukoliko je s  $\delta_{SCU}$  označena maksimalna vrijednost vremena procesiranja prosljeđivačke jedinice, raspodjelitelja i komutatorskog kontrolora, tj.:

$$\delta_{SCU} = \max \{ \delta_f, \delta_s, N \cdot \delta_c \}, \quad (4-10)$$

tada stavljanjem nejednakosti (4-9) u jednakost (4-4) dobiva se ograničenje na minimalnu duljinu snopa:

$$L_{snop} \geq \delta_{SCU} \cdot \rho_d \cdot N_d \cdot C_d. \quad (4-11)$$

Time je duljina ponovo ograničena s donje strane te kombinirajući ograničenje s obzirom na podatkovni dio dobiva se konačni izraz za srednju minimalnu duljinu snopa:

$$L_{snop} \geq \max \left\{ \delta_{SCU} \rho_d N_d C_d, L_{BHC} \frac{N_d C_d}{N_c C_c} \right\}. \quad (4-12)$$

U osnovi, najčešće minimalnu duljinu snopa diktira kontrolna arhitektura jer je najčešće:

$$\delta_{SCU} \cdot \rho_d > \frac{L_{BHC}}{N_c C_c}. \quad (4-13)$$

Uzimajući parametre korištene u primjeru iz prethodnog poglavlja, uz vrijeme procesiranja  $\delta_{SCU} = 0,1 \mu s$ , dobiva se je minimalna duljina snopa diktirana kontrolnim dijelom usmjeritelja  $L_{snop} = 32000$  okteta što je veće od minimalne duljine dobivene u primjeru ( $L_{snop} = 1600$  okteta).

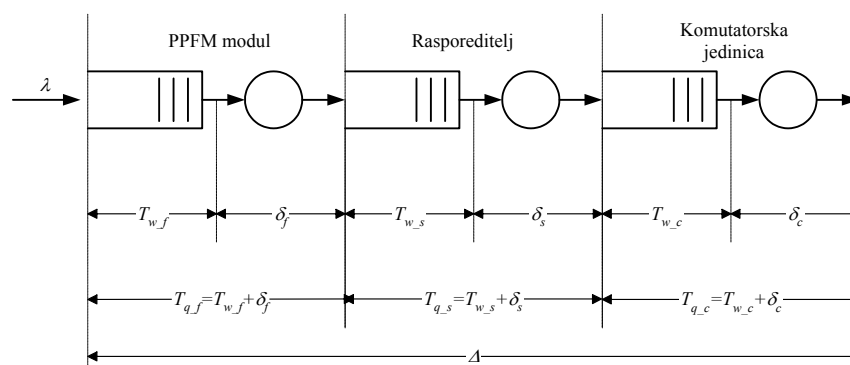
#### 4.4 Utjecaj opterećenja SCU-a na JET protokol

Kako je JET signalizacijski protokol baziran na odgođenoj rezervaciji, veoma važnu ulogu igra vrijeme odmaka koje se definira na početku slanja snopa. Vrijeme odmaka je u JET protokolu, dakako, određeno vremenom procesiranja kontrolnih paketa u kontrolnom dijelu jezgrenog usmjeritelja tj. u SCU te brojem čvorova koje snop mora proći na putu do odredišta:

$$T_{odmak} = H \cdot \Delta. \quad (4-14)$$

Vrijeme odmaka mora biti dosta precizno definirano jer u protivnom može doći do preranog susretanja snopa i njegovog kontrolnog paketa što bi vodilo gubitku snopa. Parametar u izrazu za vrijeme odmaka, koji je dosta podložan variranju, je srednje vrijeme procesiranja  $\Delta$ . Bitno je razmotriti detaljnije ponašanje vremena procesiranja u SCU-u.

Na osnovu strukture SCU-a prikazanog na slici 4-13, moguće je jednu granu u SCU vezanu za jedna ulazni port prikazati pomoću serije M/D/1 modela sustava posluživanja, ukoliko se pretpostavi Poissonov ulazni promet (slika 4-13).

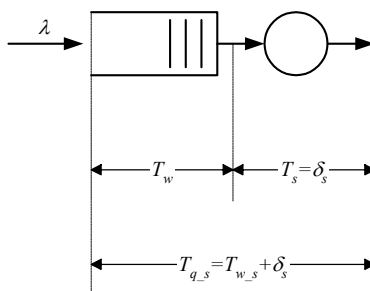


Slika 4-13 Model jedne grane SCU-a

Prema slici 4-13, ukupno srednje vrijeme procesiranja kontrolnog paketa, tj. vrijeme koje kontrolni paket provodi u jezgrenom usmjeritelju je:

$$\Delta = T_{q\_c} + T_{q\_f} + T_{q\_s}, \quad (4-15)$$

gdje su  $T_{q\_c}$ ,  $T_{q\_f}$  i  $T_{q\_s}$  srednja vremena provedena u sustavu za komutiranje, prosljeđivanje i raspoređivanje, respektivno. Najslabiji poslužitelj u ovom lancu je odgovoran za stvaranje repa čekanja tj. on predstavlja usko grlo. Radi pojednostavljenja analize, prethodni sustav je moguće opisati samo jednim sustavom posluživanja (M/D/1) u kojem poslužitelj ima brzinu procesiranja kontrolnih paketa jednaku maksimalnoj vrijednosti od svih poslužitelja u prethodnom modelu. Najčešće usko grlo predstavlja rasporeditelj (jer on izvodi kompleksne algoritme prilikom rezervacije kapaciteta za snop) tako da je iz prethodnog modela izvučen samo model rasporeditelja, koji je prikazan na slici 4-14.



4-14 M/D/1 model rasporeditelja unutar SCU koji predstavlja usko grlo



Totalno vrijeme procesiranja kontrolnih paketa, uz ovu pretpostavku, onda iznosi:

$$\Delta = \delta_f + \delta_c + T_{q\_s} = \delta_f + \delta_c + \delta_s + T_{w\_s} \quad (4-16)$$

tj. promjenljivost totalnog vremena procesiranja je uzrokovana samo vremenom  $T_{q\_s}$ .

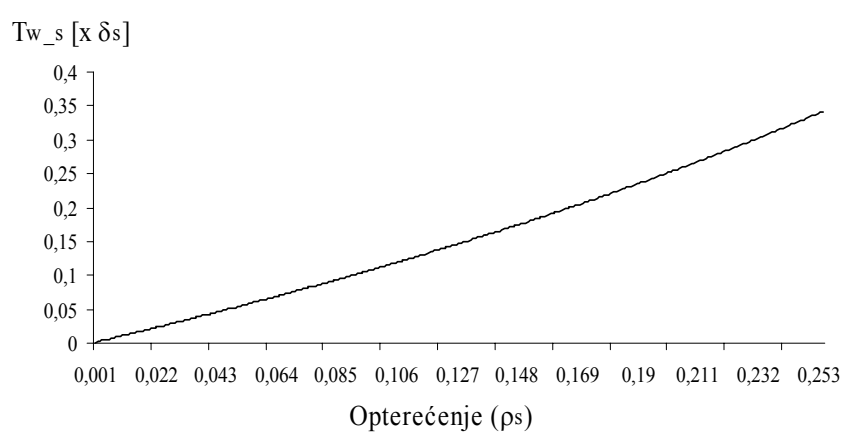
Kako bi se odredila vjerojatnost da kontrolni paket mora čekati u repu na obradu u SCU-u, potrebno je odrediti vjerojatnost da je broj kontrolnih paketa u raspoređitelju veći od nule. Ta vjerojatnost je jednaka opterećenju raspoređitelja, tj.:

$$P\{Q > 0\} = \rho_s = \lambda \cdot \delta_s, \quad (4-17)$$

gdje je  $Q$  broj kontrolnih paketa u raspoređitelju a srednje vrijeme koje će kontrolni paket provesti u repu je:

$$T_{w\_s} = \delta_s \frac{\rho_s}{1 - \rho_s}. \quad (4-18)$$

Na slici 4-15 je prikazana krivulja vremena čekanja u repu, gdje je vidljivo da i pri malim opterećenjima raspoređitelja vrijeme čekanja u repu je značajno.



Slika 4-15 Ovisnost vremena čekanja od opterećenja SCU-a

Kako bi vrijeme čekanja u repu bilo zanemarivo (pretpostavka je da vrijeme čekanja je zanemarivo u odnosu na vrijeme obrade ako je za dva reda veličine manje) tada je potrebno da opterećenje raspoređitelja bude manje od 0,1%, tj.:

$$P\{Q > 0\} = \rho_s \leq 0,001 \Rightarrow T_{q\_s} = T_{w\_s} + \delta_s \approx \delta_s. \quad (4-19)$$

Tada totalno vrijeme procesiranja postaje konstantno, tj.:

$$\Delta \approx \delta_f + \delta_c + \delta_s. \quad (4-20)$$

Ukoliko bi opterećenje raspoređitelja bilo veće tada bi bilo potrebno u izraz za  $\Delta$  uključiti i srednje vrijeme boravka u repu čekanja. Međutim, vrijeme čekanja je slučajna varijabla (u slučaju M/D/1

sustava posluživanja ona je eksponencijalno raspodijeljena) čije vrijednosti ponekad mogu biti dosta veće od njene srednje vrijednosti te vrijeme odmaka u JET protokolu može biti ponekad daleko manje od stvarnog vremena koje će kontrolni paket provesti na procesiranju u jezgrenim usmjeriteljima. Tu je vidljiv glavni nedostatak JET protokola jer da bi ispravno funkcionirao potrebno je ostvariti procesorske jedinice dosta velikog kapaciteta, tj. kapaciteta daleko većeg od njihovog prometnog opterećenja.

Na osnovu ovih razmatranja, minimalnu duljinu snopa danu izrazom (4-11) moguće je napisati kao:

$$L_{snop} \geq 10^3 \cdot \rho_d \cdot \delta_{SCU} \cdot N_d \cdot C_d, \quad (4-21)$$

ukoliko se pretpostavi da je maksimalno opterećenje SCU-a 0,1%. Uzimajući konkretne podatke:

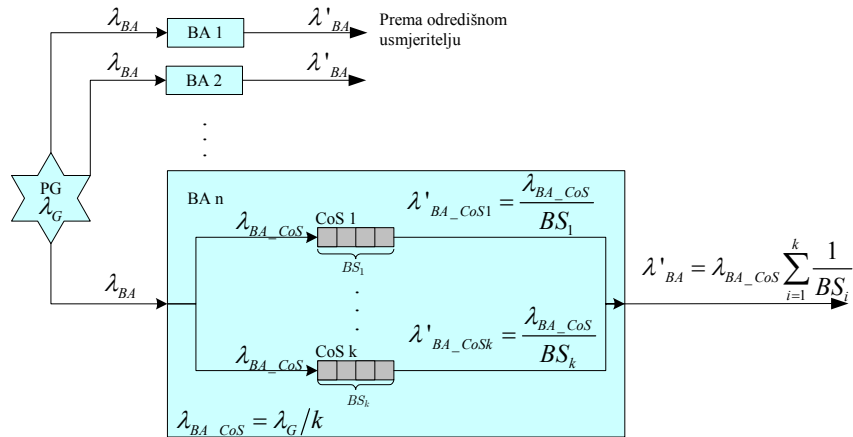
$$\begin{aligned} N_d &= 32, \\ C_d &= 10 \text{ Gbit} / s, \\ \rho_d &= 1, \\ \delta_s &= 0,1 \mu s, \end{aligned}$$

minimalna duljina snopa iznosi  $L_{snop} = 4 \cdot 10^6$  okteta. Prema tome, JET protokol je efikasan i primjenjiv ukoliko se koriste snopovi relativno velike veličine (time se smanjuje opterećenje SCU-a). To za sobom povlači drugu negativu stranu jer tada paketi u rubnim usmjeriteljima moraju čekati relativno dugo prije slanja u mrežu, što nije poželjno ukoliko paketi pripadaju vremenski kritičnim aplikacijama.

## 4.5 Stupnjevanje opterećenja OBS mreže

Da bi se promatrale performanse OBS mreže, potrebno je ispravno odrediti opterećenje mreže. Budući da je usmjeravanje paketa dinamičko, nije moguće točno determinirati dio mreže koji predstavlja usko grlo tj. dio mreže u odnosu koji će se stupnjevati opterećenje čitave mreže. Kako bi se ipak donekle mogao odrediti interval u kojem je moguće mijenjati opterećenje mreže bez opasnosti dovođenja mreže u zagušenje pretpostaviti će se slučaj usmjeravanja prometa po najkraćim rutama (fiksno usmjeravanje) i to prema metrici broja skokova. Time će biti postavljena gornja granica opterećenja koja je sigurno manja od one u slučaju dinamičkog usmjeravanja i stoga nema opasnosti od prekomjernog opterećenja mreže.

Radi jednostavnije analize opterećenja, pretpostavljena je jednostavna struktura rubnog usmjeritelja koja je prikazana na slici 4-16.



Slika 4-16 Jednostavna struktura rubnog OBS usmjeritelja

Prema strukturi na slici 4-16, generator paketa (PG) generira pakete intenzitetom  $\lambda_G$  prema nekoj razdiobi. Odredišne adrese generiranih paketa se ravnaaju po uniformnoj razdiobi što znači da je:

$$\lambda_{BA} = \frac{\lambda_G}{n-1} \text{ [paket/s]}, \quad (4-22)$$

gdje je  $n$  broj čvorova (jezgrenih usmjeritelja) u OBS mreži. Prema tome, u modulu za kreiranje snopova (*Burst Assembler*) ulazi paketski promet intenziteta  $\lambda_{BA}$ . Neka se, nadalje, pojavljuje jednak broj paketa iz svih kvaliteta usluga podržanih u mreži. Tada je prometni intenzitet koji ulazi u pojedini spremnik jedne kvalitete usluge jednak:

$$\lambda_{BA\_CoS} = \frac{\lambda_{BA}}{k} = \frac{\lambda_G}{(n-1)k} \text{ [paket/s]}, \quad (4-23)$$

gdje je  $k$  broj kvaliteta usluge podržanih u OBS mreži. Za svaku kvalitetu usluge definirana je veličina snopa u broju paketa  $BS_i$ , gdje  $i$  predstavlja kvalitetu usluge. Na izlazu iz pojedinog spremnika se dobiva prometni intenzitet:

$$\lambda'_{BA\_CoS,i} = \frac{\lambda_{BA\_CoS}}{BS_i} \text{ [snop/s]}. \quad (4-24)$$

Grupiranjem i sumiranjem prometa prema odredišnoj adresi dobiva se da je prometni intenzitet prema jednom usmjeritelju u mreži jednak:

$$\lambda'_{BA} = \sum_{i=1}^k \lambda'_{BA\_CoS,i} = \lambda_{BA\_CoS} \sum_{i=1}^k \frac{1}{BS_i} \text{ [snop/s]}. \quad (4-25)$$

Ukoliko se koristi srednja vrijednost duljine snopa ( $BS_a$ ) za sve kvalitete usluga:

$$BS_a = \frac{1}{k} \sum_{i=1}^k BS_i, \quad (4-26)$$

tada prometni intenzitet između dva usmjernitelja u OBS mreži približno iznosi:

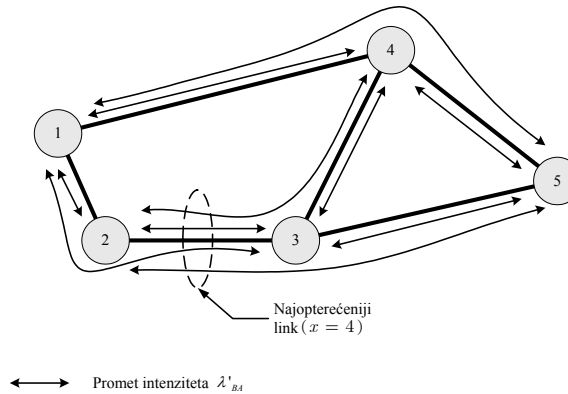
$$\lambda'_{BA\_CoSa} \approx \frac{\lambda_{BA\_CoS}}{BS_a},$$

$$\lambda'_{BA} = k \cdot \lambda'_{BA\_CoSa} \approx k \frac{\lambda_{BA\_CoS}}{BS_a} \quad [snop/s]. \quad (4-27)$$

Iz ovih jednostavnih pretpostavki dobiva se sljedeća matrica prometnih intenziteta između čvorova OBS mreže:

čvor	1	2	...	n
1	0	$\lambda'_{BA}$	...	$\lambda'_{BA}$
2	$\lambda'_{BA}$	0	...	$\lambda'_{BA}$
	⋮	⋮		⋮
	⋮	⋮		⋮
n	$\lambda'_{BA}$	$\lambda'_{BA}$	...	0

Sljedeći korak u stupnjevanju opterećenja je pronalaženje najopterećenijeg linka. Budući da se koristi pretpostavka usmjerenja najkraćim putem, usko grlo mreže tj. dio mreže u odnosu na koji će se mijenjati opterećenje mreže je link koji prenosi najviše ruta, kao što je pokazano u primjeru na slici 4-17 (u primjeru mreže na slici 4-17 najopterećeniji link je link između usmjernitelja 2 i 3 jer preko njega prolazi najviše prometnih tokova intenziteta  $\lambda'_{BA}$ ).



Prema tome, prometni intenzitet na najopterećenijem linku iznosi:

$$\lambda_{\max} = x \times \lambda'_{BA} = x \cdot k \cdot \frac{\lambda_{BA\_CoS}}{BS_a} = x \cdot \frac{\lambda_G}{(n-1) \cdot BS_a} \quad (4-28)$$

gdje je maksimalni  $x$  broj tokova koji prelaze najopterećenijim linkom. Taj prometni intenzitet  $\lambda_{\max}$  jednak je prometnom intenzitetu koji ulazi na jedan port u SCU-u. Kao što je pokazano u prethodnom dijelu, da bi se izbjeglo preopterećenje SCU-a potrebno je da bude zadovoljena nejednakost (4-9), koja se navodi još jedanput:

$$\begin{aligned}\delta_{SCU} &= \max\{\delta_f, \delta_s, N \cdot \delta_c\}, \\ \lambda_{\max} &< \frac{1}{\delta_{SCU}}.\end{aligned}\quad (4-29)$$

Uz određeni maksimalni prometni intenzitet, moguće je odrediti i opterećenje SCU-a:

$$\rho_{SCU} = \lambda_{\max} \cdot \delta_{SCU}.\quad (4-30)$$

Prema tome, ukoliko se želi promatrati ponašanje mreže pod raznim opterećenjem a da se pritom ne prekorači dozvoljeno opterećenje SCU-a, tada je potrebno mijenjati intenzitet generiranja paketa na sljedeći način:

$$\begin{aligned}\lambda_{\max} &= x \times \frac{\lambda_G}{(n-1) \cdot BS_a} = \frac{\rho_{SCU}}{\delta_{SCU}}, \\ \lambda_G &= \rho_{SCU} \cdot \frac{(n-1) \cdot BS_a}{\delta_{SCU} \cdot x}\end{aligned}\quad (4-31)$$

Međutim, nužno je promotriti kako je opterećen podatkovni dio optičkog linka te je stoga nužno u razmatranje uzeti srednju duljinu snopa:

$$L_{snop} = BS_a \cdot P_l,\quad (4-32)$$

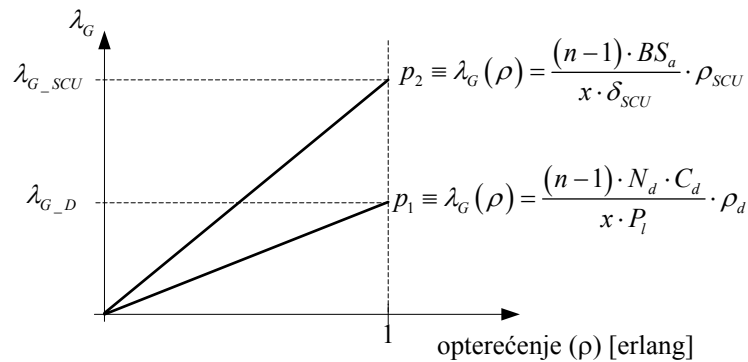
gdje je  $P_l$  srednja duljina paketa koji generiraju generatori prometa  $PG$ . Konačno, opterećenje podatkovnog dijela je:

$$\rho_d = \lambda_{\max} \frac{L_{burst}}{N_d C_d} = x \frac{\lambda_G}{(n-1) BS_a} \frac{BS_a \cdot P_l}{N_d C_d} = x \frac{\lambda_G}{(n-1)} \frac{P_l}{N_d C_d}\quad (4-33)$$

U odnosu na to opterećenje, intenzitet generiranja paketa je određen sa:

$$\lambda_G = \rho_d \frac{(n-1) N_d C_d}{x \cdot P_l}\quad (4-34)$$

Na osnovu jednadžbi (4-34) i (4-31) možemo odrediti maksimalnu vrijednost intenziteta generiranja paketa  $\lambda_G$  što je pokazano na slici 4-18.



Slika 4-18 Odabiranje krivulje opterećenja

Prema tome, u stupnjevanju opterećenja potrebno je odabrati jednu od krivulja  $p_1$  i  $p_2$ . Kriterij po kojem se vrši odabir krivulje je sljedeći:

$$p = \min \left\{ \frac{N_d \cdot C_d}{P_l}, \frac{BS_a}{\delta_{SCU}} \right\} \quad (4-35)$$

Nakon odabiranja krivulje moguće je mijenjati opterećenje mreže od 0 do 100 % bez opasnosti da će se prekoračiti dozvoljene granice. Ukoliko se promatraju konkretni parametri, najčešće će biti odabrana krivulja opterećenja podatkovnog dijela (u prethodnom dijelu je pokazano da u JET protokolu nagib pravca  $p_2$  mora biti daleko veći od nagiba pravca  $p_1$ ) tj. pravac  $p_1$ .

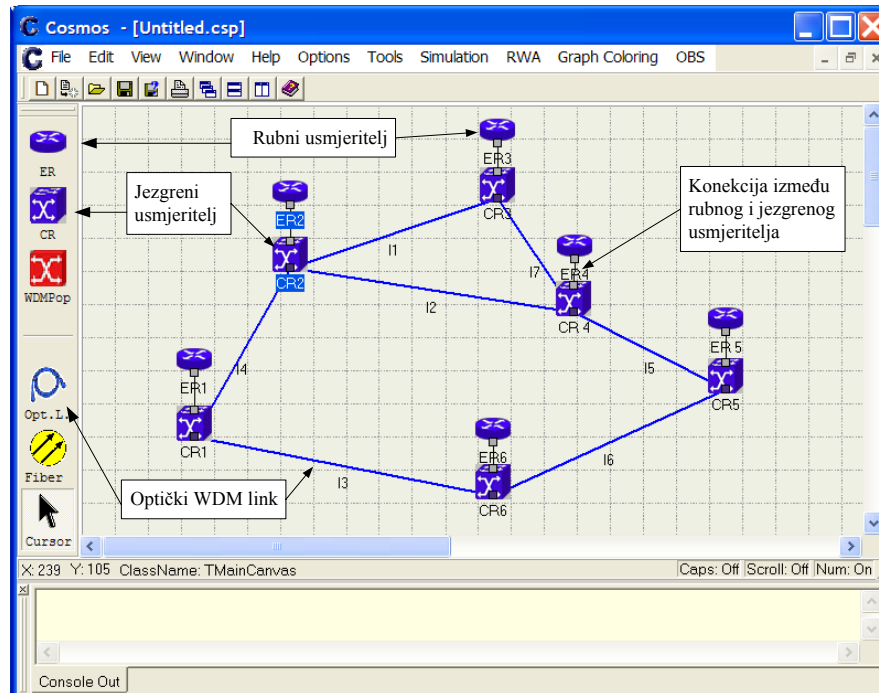
## 4.6 Implementacija OBS mreže pomoću COSMOS alata

S ciljem promatranja ponašanja OBS mreže, potrebno je bilo razviti model koji će omogućiti ispitivanje i usporedbu različitih mehanizama. Kao pogodna razvojna okolina za implementaciju modela OBS mreže pokazala se COSMOS [53] platforma koja u sebi sadrži niz potrebnih i gotovih funkcionalnosti (npr. mehanizam *Event-Driven* simulacije koji je nužan u analizi performansi OBS mreže).

Model koji je implementiran baziran je na prethodno opisanim modelima te će u nastavku biti dan samo kratki opis modela kroz sučelje glavne aplikacije.

### 4.6.1 Opis OBS aplikacije

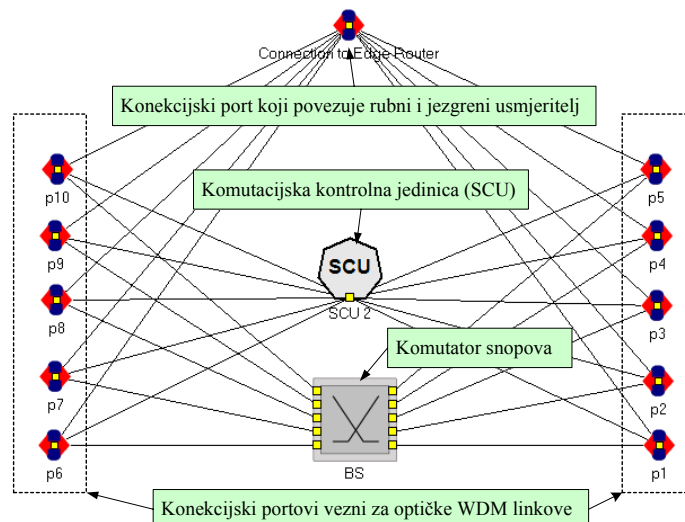
Sukladno razvijenom modelu OBS mreže unutar COSMOS alata razvijena je i aplikacija s grafičkim sučeljem čiji izgled je dan na slici 4-19.



Slika 4-19 Izgled sučelja OBS aplikacije

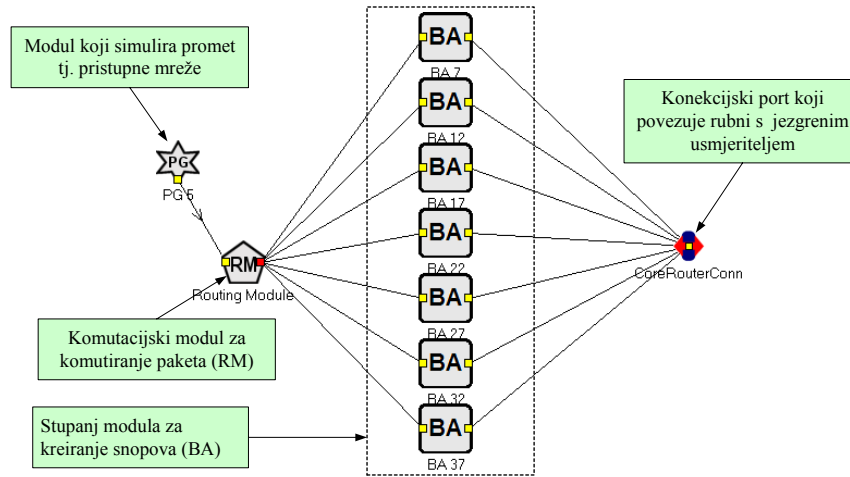
Pomoću alatne trake moguće je kreirati proizvoljnu OBS mrežu pritom koristeći tri modula: rubni usmjeritelj, jezgreni usmjeritelj i optički WDM link. Pritom je bitno voditi računa da postoji veza 1:1 između jezgrenog i rubnog usmjeritelja, kao što je vidljivo u primjeru jednostavne mreže na slici 4-19.

Nadalje, moguće je unutar sučelja vidjeti unutarnju građu svakog modula, konkretno građu rubnog i jezgrenog usmjeritelja. Tako je na slici 4-20 prikazana unutarnja građa jezgrenog usmjeritelja.



Slika 4-20 Unutarnja struktura jezgrenog usmjeritelja vidljiva unutar sučelja aplikacije

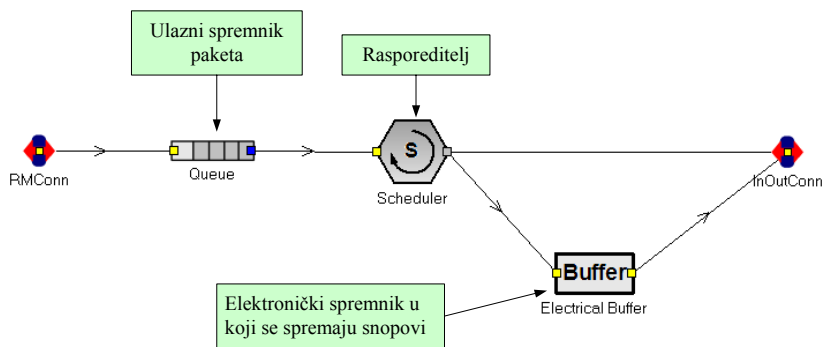
Vidljivo je da je model jezgrenog usmjeritelja stvoren po uzoru na distribuirani model jezgrenog usmjeritelja opisanog ranije. Nadalje, model rubnog usmjeritelja je stvoren po uzoru na ranije opisani model rubnog usmjeritelja, kao što je vidljivo na slici 4-21.



Slika 4-21 Unutarnja struktura rubnog usmjeritelja unutar sučelja aplikacije

Unutar rubnog usmjeritelja dodan je modul koji simulira promet koji potiče od lokanih mreža, tj. predstavlja izvor prometa (PG-*Packet Generator*). Također, iz modela rubnog usmjeritelja na slici 4-9 izostavljen je transmisijski modul te BD modul jer njihova prisutnost nije nužna u simulaciji OBS mreže (transmisijski modul nije nužan jer se u simulaciji ne žele promatrati efekti na fizikalnoj razini a dok BD modul nije nužan zbog toga što se koristi jedan izvor prometa u svakom rubnom usmjeritelju).

Zadnji modul čiju je unutarnju strukturu moguće vidjeti u sučelju aplikacije je BA modul (slika 4-22). Implementirani model modula za kreiranje snopova, kao što je vidljivo na slici 4-22 u potpunosti slijedi BA model dan na slici 4-10.



Slika 4-22 Unutarnja struktura modula za kreiranje snopova (BA) vidljiva unutar sučelja

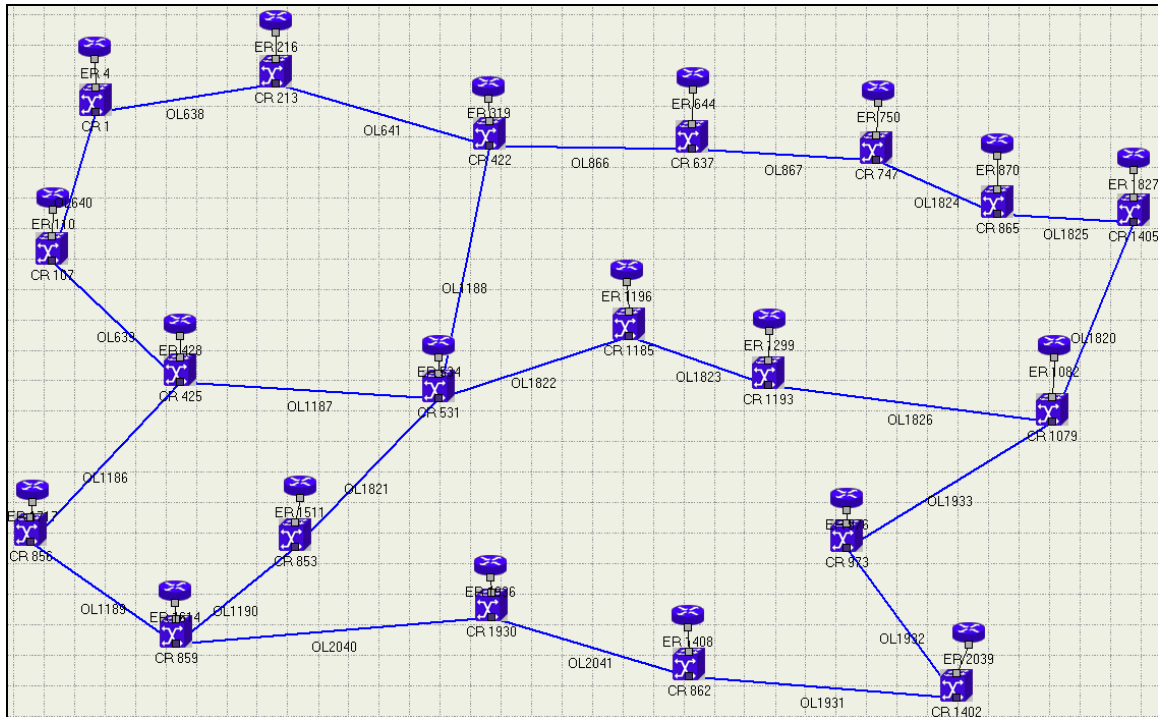
## 4.7 Testna mreža

Uz razvijen model OBS mreže moguće je dalje proučavati druge probleme koji će biti opisani u sljedećim poglavljima. U osnovi, proučavanja će se sastojati od simulacijskih testiranja u pojedinim



mrežama. Kako bi se izbjeglo nepotrebno ponavljanje struktura mreža nad kojim će se provoditi ispitivanja a kako bi se mogle provoditi komparativne analize, korisno je uvesti testnu mrežu koja će biti korištena dalje u radu.

Na slici 4-23 je prikazana topologija testne mreže koja se sastoji od 20 čvorova povezanih optičkim WDM linkovima kapaciteta  $8 \times 1 \text{ Gbit/s}$ , tj. svaki link ima 8 valnih kanala kapaciteta  $1 \text{ Gbit/s}$ .



Slika 4-23 Testna mreža

Potrebno je naglasiti da će se u testnoj mreži koristiti samo JET signalizacijski protokol, jer je jednostavan i osigurava bolju iskoristivost mrežnih resursa od drugih protokola, kao što je pokazano u poglavlju 3.

Ukoliko će biti potrebe, u daljnjim ispitivanjima će se modificirati struktura testne mreže, i to će biti dodano naglašeno. Također, u nekim ispitivanjima su moguća totalna odstupanja od same topologije testne mreže jer neće biti nužno koristiti relativno veliku topologiju (kao što je ova) kako bi se pokazali željeni efekti.

## Poglavlje 5

# Tehnike alociranja i rezervacije mrežnih resursa

Upravljanje mrežnim resursima predstavlja jedan od najvažnijih dijelova bilo koje mreže pa tako i OBS mreže, jer dobar upravljački mehanizam može znatno poboljšati performanse mreže. Pod pojmom upravljačkog mehanizma stoje brojni algoritmi koji se izvode prilikom pojave zahtjeva za mrežnim kapacitetom i kao rezultat daju uspješno ili neuspješno rezervirani traženi mrežni resurs. Ti algoritmi zadani posao rješavaju na razne načine, ovisno o tipu mreže i situaciji u kojoj se mreža trenutno nalazi.

U OBS mreži važnost upravljanja mrežnim resursima je još izraženija. Razlog tome je osnovni princip na kojem funkcionira OBS mreža a to je jednosmjerna rezervacija resursa. Kao što je ranije rečeno, u jednosmjernoj rezervaciji resursa slanje korisničkih podataka dešava se prije potvrde o uspješnoj rezervaciji resursa, koje obavlja kontrolni paket. Konkretno, u OBS mreži kontrolni paket (BHC) šalje se prije slanja samog snopa sa zadaćom da uspostavi konekciju rezervirajući potrebnu količinu kapaciteta na putu do odredišta a zatim se šalje podatkovni snop bez čekanja potvrde o uspješnoj rezervaciji koju je trebao obaviti kontrolni paket. Ukoliko kontrolni paket nije uspješno obavio svoju misiju, podatkovni snop, koji je već na putu, naći će se u "slijepoj ulici" i biti će izgubljen. To znači da prethodno rezervirani mrežni resursi, koje je kontrolni paket uspio rezervirati prije nailaska na prepreku, biti će nepotrebno zauzeti i time spriječiti drugim snopovima uspješan prijenos. Stoga, algoritmi koji raspodjeljuju mrežne resurse moraju biti dosta efikasni kako bi se prethodni slučajevi što rjeđe događali.

U OBS mreži s JET signalizacijskim protokolom, zahtjev koji algoritmi rezervacije resursa moraju zadovoljiti je njihova brzina. Kao što je rečeno, JET protokol šalje snop u mrežu poslije kontrolnog nakon isteka vremenskog intervala definiranog ukupnim vremenom procesiranja kontrolnog paketa na pretpostavljenom putu do odredišta. Stoga, izvođenje tih algoritama u kontrolnim dijelovima jezgrenog usmjeritelja mora biti dosta brzo kako se ne bi stvarali repovi čekanja koji bi degradirali efikasnost JET signalizacijskog protokola.

Algoritmi rezervacije mrežnih resursa, koji izvode unutar kontrolnog dijela jezgrenog usmjeritelja, tj. unutar komutacijske kontrolne jedinice (SCU-a), su inicirani dolaskom kontrolnog paketa u usmjeritelj. Nužne informacije koji kontrolni paket treba nositi sa sobom su vremenski odmak u odnosu na snop te duljina snopa. U koliko bi algoritmi rezervirali resurse odmah nakon obrade kontrolnog paketa, tada bi došlo do gubitka mrežnih resursa jer snop će doći u usmjeritelj nakon

vremena odmaka. Npr. ako u usmjeritelj dođe kontrolni paket u kojem je zapisano da će snop stići za 10  $\mu$ s onda bi trenutno zauzimanje resursa za taj snop predstavljalo gubitak mrežnih resursa, jer bi oni bili zauzeti a da se prenosi snop koji može biti pak dugačak svega nekoliko  $\mu$ s. Stoga, algoritmi moraju rezervirati resurse u budućnosti, tj. za trenutak dolaska snopa u usmjeritelj. Tako se može reći da se radi o algoritmima koji vrše rezervaciju na osnovu budućeg stanja a ne trenutnog stanja mrežnih resursa.

U sljedećim poglavljima će biti opisani neki od razvijenih algoritma za rezervaciju mrežnih resursa u OBS mreži.

## 5.1 Horizontsko raspoređivanje

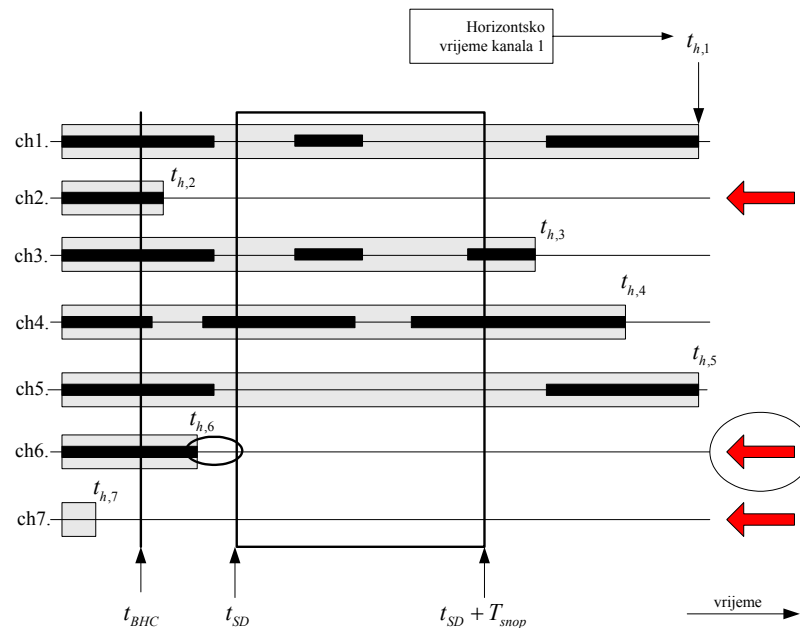
Kao što je rečeno, rezervacijski algoritam mora biti brz što implicira da mora biti jednostavan. Jedan takav algoritam je horizontsko raspoređivanje (*HS - Horizon Scheduling*) [6]. Rasporeditelj, u kojem je implementiran algoritam, posjeduje bazu horizontskih vremena svakog kanala na izlaznim linkovima. *Horizontsko vrijeme*,  $t_h$ , svakog kanala predstavlja najranije vrijeme nakon kojeg kanal postaje slobodan i više nije planirana njegova uporaba (dalje u tekstu će biti korišten ovaj termin). Na slici 5-1 su vidljiva horizontska vremena kanala na jednom izlaznom linku jezgrenog usmjeritelja. Prema HS algoritmu, rasporeditelj na osnovu stanja baze s horizontskim vremenima novom snopu dodjeljuje kanal s najvećim horizontskim vremenom koje je manje od vremena dolaska snopa u usmjeritelj, s ciljem maksimiziranja iskorištenja raspoloživog mrežnog kapaciteta. Neka s  $S_h^+$  skup kanala koji zadovoljavaju uvjet da im je horizontsko vrijeme manje od vremena dolaska snopa, tj.:

$$S_h^+ = \{ch_i \mid t_{h,i} \leq t_{SD}\}, \quad (5-1)$$

gdje je  $ch_i$  kanal  $i$  na izlaznom linku a  $t_{SD}$  vrijeme dolaska snopa. Tada je kanal koji odabire HS algoritam za novi snop jednak:

$$odabrani\_kanal = ch_k, \quad ch_k \in S_h^+, \quad k = \max_i \{t_{h,i}\}. \quad (5-2)$$

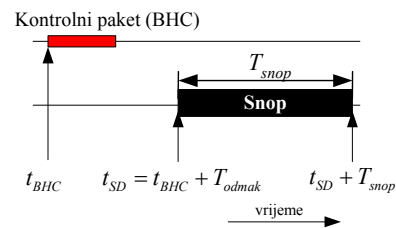
Na slici 1-1(b) su strelicom označeni kanali koji pripadaju skupu kanala  $S_h^+$  prilikom obrade kontrolnog paketa novog snopa (slici 5-1(a)), a sa zaokruženom strelicom je označen kanal dobiven pravilom (5-2) (kanal 6 slici 5-1(b)).



(b)

- vremenski periodi u kojima su kanali raspoređeni za korištenje
- vremenski periodi u kojima su kanali nedostupni novo nadolazlom snopu
- kanali koji se mogu dodijeliti nadolazećem snopu
- kanal koji je dodijeljen nadolazećem snopu prema algoritmu horizontskog raspoređivanja (HS)

$t_{h,i}$  horizontsko vrijeme kanala  $i$



(a)

Slika 5-1 Rezerviranje kanala pomoću HS algoritma (b) za novi snop (a)

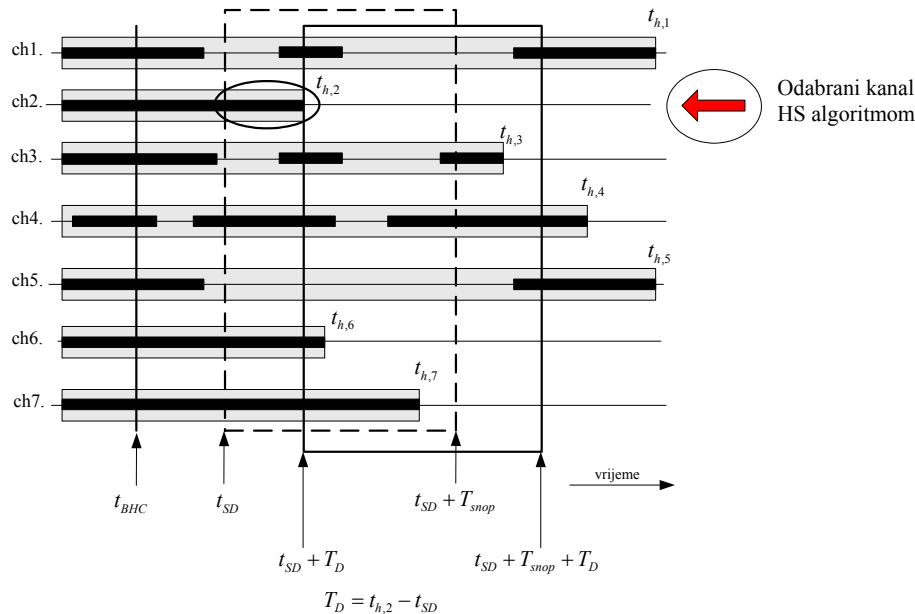
Međutim, ukoliko ne postoji takav kanal koji će postati slobodan u trenutku dolaska snopa, tj. skup  $S_h^+$  je prazan, tada se snopu dodjeljuje kanal s najmanjim horizontskim vremenom a snop se nakon dolaska u usmjeritelj proslijeđuje u optički spremnik gdje biva zadržan za vrijeme potrebno da se oslobodi dodijeljeni kanal. U tom slučaju pravilo po kojem se određuje kanal je:

$$odabrani\_kanal = ch_k, \quad ch_k \in S_h, \quad k = \min_i \{t_{h,i}\}. \quad (5-3)$$

gdje je  $S_h$  skup svih kanala na izlaznom linku. Vremenski interval za koji je potrebno zakasniti snopa je:

$$T_D = t_{h,k} - t_{SD}. \quad (5-4)$$

Opisani slučaj je prikazan na slici 5-2 gdje je novom snopu dodijeljen kanal 2 (zaokružena strelica) uz potrebno zakašnjenje snopa od  $T_D$  vremenskih jedinica koje je jednako  $t_{h,2} - t_{SD}$ .



Slika 5-2 Rezerviranje kanala pomoću HS algoritma u pomoć optičkih spremnika

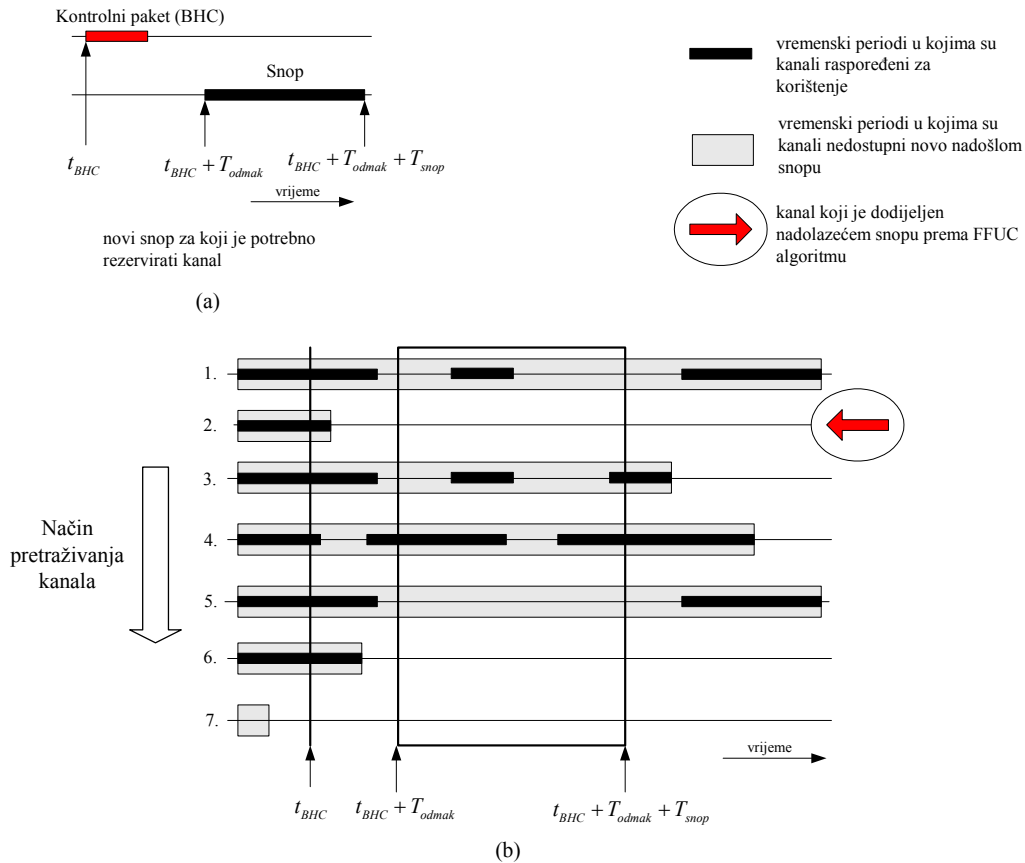
Na slici 5-2(b) se vidi da HS algoritam nije učinkovit u odnosu na iskorištenje mrežnih resursa, jer ne iskorištava slobodni prostor tj. praznine (*voids*) između snopova. Novi snop je moguće prenijeti pomoću kanala 5 jer je dovoljno prostora za umetanje novog snopa. U principu ovaj algoritam pokazuje dobre performanse kada je broj izlaznih kanala veći ili jednak od maksimalnog broja snopova koji se preklapaju u vremenu.

Kako bi se izbjegla situacija na slici 5-2(c), tj. spremanje snopova u optički spremnik, razvijen je algoritam horizontskog raspoređivanja s preraspodjelom. Taj algoritam funkcionira na način da ne dodjeljuje kapacitet snopu u trenutku dolaska kontrolnog paketa ( $t_{BHC}$ ) u jezgri usmjeritelj, već sprema kontrolne pakete u prioritetni rep čekanja po pravilu vremena dolaska njihovih snopova ( $t_{SD}$ ). Prema tome, kontrolni paketi kada stignu u SCU stavljaju se u spremnik na mjesto koje je određeno vremenom dolaska pripadnog snopa. Procesiranje kontrolnog paketa i rezervacija kapaciteta kanala za pripadni snop je odgođena do trenutaka dolaska snopa, te je na taj način smanjena vjerojatnost da će se kasnije pojaviti kontrolni paket čiji bi snop došao prije ostalih snopova koji su već raspoređeni. Ova modifikacija će biti kasnije opisana kroz opis algoritma FAFA-VF.

## 5.2 FFUC algoritam

Drugi dosta jednostavan algoritam za raspoređivanje valnih kanala između snopova je FFUC (*First Fit Unscheduled Channel*). FFUC je dosta sličan horizontskom raspoređivanju (HS) i također koristi tablicu (bazu) horizontskih vremena za svaki izlazni valni kanal. Međutim, princip odabiranja kanala je drukčiji. FFUC algoritam pretražuje kanale po određenom fiksnom redoslijedu (npr. koristi *round robin* pretraživanje) sve dok ne nađe prvi kanal za koga vrijedi  $t_h \leq t_{SD}$ , gdje je  $t_h$  horizontsko

vrijeme kanala a  $t_{SD}$  trenutak dolaska snopa u čvor. Princip rada FFUC algoritma je prikazan na slici 5-3.



Slika 5-3 Rezerviranje kanala pomoću FFUC algoritma (a) za novi snop (b)

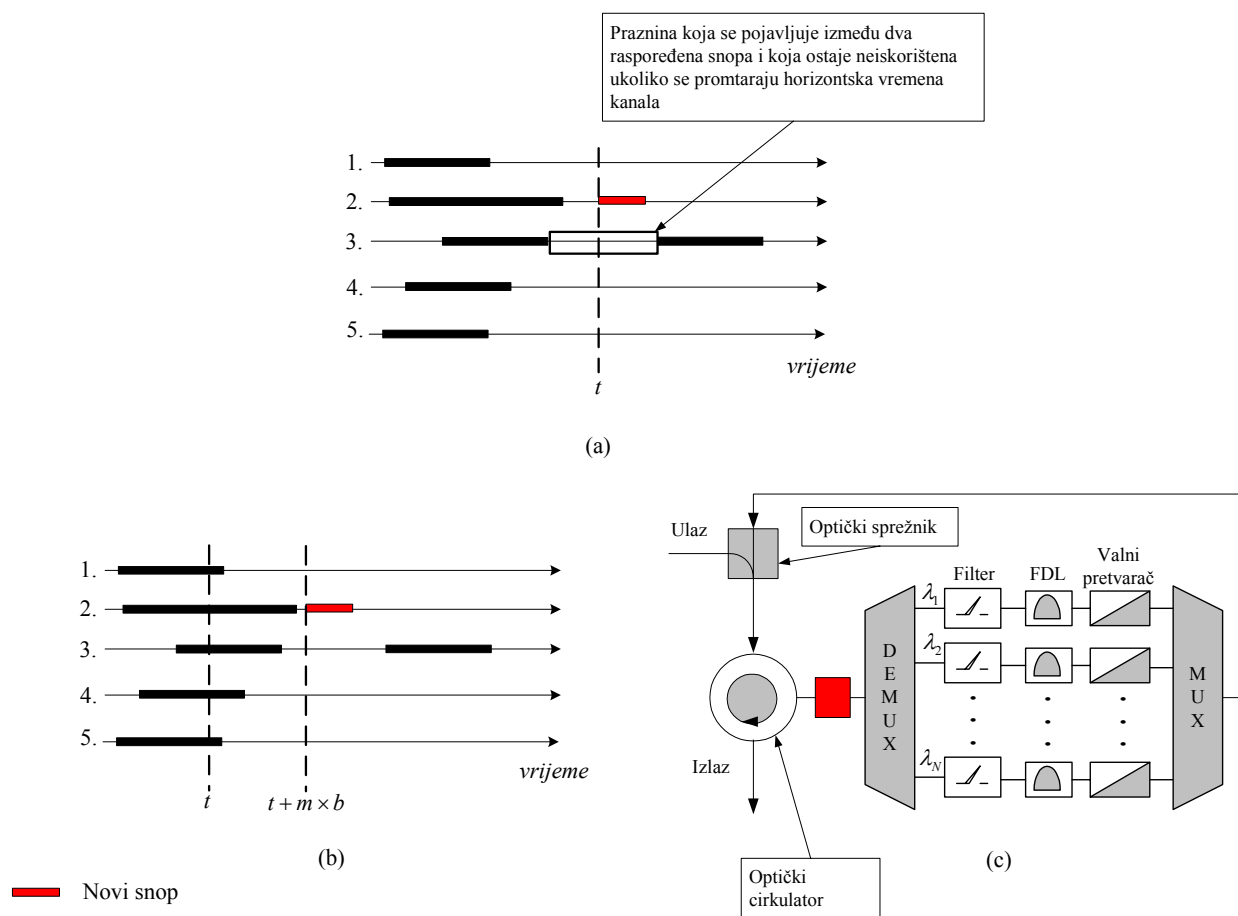
Budući da je u FFUC algoritmu na slici 5-3 korišteno slijedno pretraživanje kanala, kao rezultat je dobiven kanal 2 jer je on prvi zadovoljio uvjet da je njegovo horizontsko vrijeme manje od vremena dolaska snopa.

Jedina prednost FFUC algoritma u odnosu na HS algoritam je brzina izvođenja jer se pretraživanje raspoloživog kanala zaustavlja pronalaskom prvog dok HS algoritam pretražuje sve kanale, te njegova brzina može biti mala ukoliko broj kanala koji se pretražuje je velik.

### 5.3 LAUC algoritam

Sljedeći algoritam, koji je dosta sličan horizontskom raspoređivanju, je LAUC (*Latest Available Unscheduled Channel*) algoritam [12]. U LAUC algoritmu raspoređitelj također na osnovu baze horizontskih vremena izlaznih linkova vrši raspoređivanje snopa. Algoritam pokušava minimizirati prazninu između kraja zadnjeg snopa i početka novog snopa. Kada kontrolni paket stigne u jezgri SCU, raspoređitelj ga analizira te saznaje skup kanala koji su raspoloživi za slanje novog snopa na osnovu informacije o vremenu dolaska snopa ( $t_{SD}$ ) i duljine snopa ( $T_{snop}$ ) zapisane u kontrolnom paketu. Od skupa mogućih kanala izabire se onaj koji minimizira prethodno spomenutu prazninu. Ako je snopu uspješno dodijeljen kanal, tada je tom kanalu ažurirano vrijeme postanka

raspoloživosti na vrijednost  $t_{SD} + T_{snop}$  (na slici 5-4(a) kanal 2 je dodijeljen novom snopu). U osnovi, prethodno opisano funkcioniranje LAUC algoritma se ne razlikuje od HS algoritma. Jedina razlika je vidljiva u načinu rješavanja situacije kada niti jedan kanal ne može primiti snop. Tada raspoređivač u LAUC algoritmu analizira raspoloživost podatkovnih kanala za trenutak  $t_{SD} + m \times b$ , gdje je  $b$  kašnjenje postignuto u optičkoj liniji za kašnjenje (FDL-Fiber Delay Line) a  $m$  predstavlja raspon od jednog do maksimalnog broja uzastopnih prolaženja kroz FDL u strukturi optičkog spremnika prikazanog na slici 5-4(c). Razlika između LAUC i HS algoritma, je prema tome, u načinu određivanja vremena zakašnjenja gdje LAUC za razliku od HS algoritma u obzir uzima strukturalnu građu optičkih spremnika.



Slika 5-4 Rezervacija kanala LAUC algoritmom bez (a) i s optičkim spremnicima (b) strukture (c)

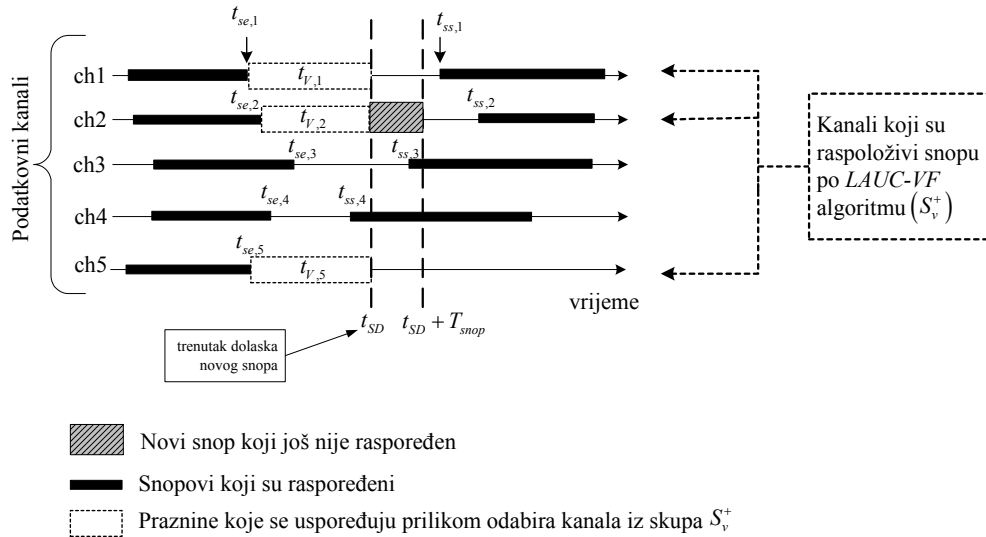
Broj prolazaka kroz FDL je ograničen strukturom komutatora i količinom izobličenja signala koje nastaje prilikom prolaska signala kroz optičku liniju za kašnjenje. Ukoliko je pronađen kanal, njegovo vrijeme raspoloživosti se ažurira na vrijednost  $t_{SD} + T_{snop} + m \times b$  (na slici 5-4(b) kanal 2 je dodijeljen novom snopu ali prije samog prosljeđivanja snopa na kanal, potrebno ga je zadržati  $m \times b$  vremenskih jedinica, tj. potrebno ga je  $m$  puta propustiti kroz optički spremnik na slici 5-4(c)). Ukoliko i uz uporabu optičkih spremnika nije pronađen slobodan kapacitet, snop se izbacuje tj. gubi.

LAUC algoritam kao i HS, ima nedostatak u pogledu iskorištenja praznina koje se pojavljuju između dva raspoređena snop, jer se u algoritmu jedino razmatra horizontsko vrijeme valnih kanala (slika 5-4(a)). S druge strane, jednostavnost i niska cijena implementacije su glavne pozitivne karakteristike ovog algoritma, kao i HS algoritma.

S ciljem iskorištenja spomenutih praznina, napravljena je modifikacija LAUC algoritma, LAUC-VF (*Latest Available Unscheduled Channel with Void Filling*), koja vrši i popunjavanje praznina. Rasporeditelj u LAUC-VF algoritmu na osnovu vremena dolaska snopa  $t_{SD}$  i duljine snopa  $T_{snop}$ , pretražuje sve kanale koji su slobodni u vremenskom intervalu  $(t_{SD}, t_{SD}+T_{snop})$ . Neka je  $S_v^+$  označen skup kanala koji zadovoljavaju taj uvjet, tj.:

$$S_v^+ = \{ch_i \mid t_{se,i} \leq t_{SD} \wedge t_{ss,i} \geq t_{SD} + T_{snop}\}, \quad (5-5)$$

gdje je  $t_{se,i}$  kraj raspoređenog snopa a  $t_{ss,i}$  početak sljedećeg raspoređenog snopa na kanalu  $i$ . Na slici 5-5 su prikazani kanali jednog izlaznog linka koji pripadaju skupu  $S_v^+$ , nastalog po LAUC-VF algoritmu u odnosu na novi snop.



Slika 5-5 Primjer LAUC-VF algoritma

U ovom slučaju rasporeditelj mora imati bazu podatka o trenutnom stanju zauzetosti svih izlaznih kanala a ne samo njihovih horizontalnih vremena. U konačnom odabiru kanala iz skupa  $S_v^+$  koristiti se veličina praznine između trenutka dolaska snopa  $t_{SD}$  i kraja prethodnog snopa  $t_{se,k}$ , tj. pravilo po kojem se odabire kanal je:

$$odabrani\_kanal = ch_k, \quad ch_k \in S_v^+, \quad k = \min_i \{t_{v,i}\}, \quad (5-6)$$

gdje je  $t_{v,i}$  veličina praznine na kanalu  $i$  iz skupa  $S_v^+$ .

U slučaju sa slike 5-5 novi snop se raspoređuje na kanal 2 jer on najbolje zadovoljava uvjete algoritma. Ako niti jedan kanal nije slobodan u tom periodu  $(t_{SD}, t_{SD}+T_{snop})$ , onda algoritam traži



optimalno smještanje snopa za period  $(t_{SD} + m \times b, t_{SD} + T_{snop} + m \times b)$ , tj. LAUC-VF algoritam pokušava optimalno smjestiti snop uz pomoć optičkih spremnika. Nakon rezervacije, informacije o odabranom kanalu u bazi se ažuriraju.

Opisani algoritam moguće napisati u obliku pseudo koda, danog u ispisu 6-1.

*Ispis 5-1 Pseudo kod LAUC-VF algoritma*

---

<b>Korak 0</b>	Odredi vrijeme dolaska snopa $t_{SD} = t_{BHC} + T_{odmak}$ , $m = 0$ ;
<b>Korak 1</b>	Odaberi kanal $j$ s minimalnom prazninom;
<b>Korak 2</b>	Ako je $j \neq -1$ Pronađen je kanal $j$ i broj prolaza kroz optički spremnik $m$ ; Kraj algoritma; Ako je $j = -1$ (kanal nije pronađen) $m = m + 1$ ; Ako je $m > M$ Optički spremnik nije dovoljno velik; Kanal nije pronađen; Kraj algoritma; Ako je $m \leq M$ Ažuriraj vrijeme dolaska snopa na $t_{SD} = t_{SD} + m \times b$ Idi na korak 1;

---

U početnom koraku algoritma (korak 0) određuje se trenutak dolaska snopa u usmjeritelj ( $t_{SD}$ ) te se postavljaju početni parametri kao što je korištenje optičkog spremnika, gdje  $m$  predstavlja stanje optičkog spremnika u kojem on zadržava  $m \times b$  vremenskih jedinica. Broj stanja optičkog spremnika može biti suviše velik tako da ih ponekad nije moguće sve ispitati zbog vremenskih ograničenja. Stoga se uvodi ograničenje  $M$  na broj stanja, tj. ukoliko je  $m > M$  pretraživanje se zaustavlja bez obzira što kanal nije pronađen. U koraku 1 poziva se metoda koja po principu minimiziranja praznina pronalazi raspoloživi kanal. U koraku 2 ispituje se uspješnost pronalaska kanala. Ukoliko je slobodni kanal pronađen algoritam završava s povratnom informacijom o kanalu i stanju optičkog spremnika. U protivnom, ažurira se vrijeme dolaska snopa  $t_{SD}$  za slučaj propuštanja snopa kroz optički spremnik.

### 5.3.1 Varijante pretraživanja i odabira kanala

U načelu, podatkovni kanali na izlaznom linku se mogu podijeliti u dvije skupine u odnosu na trenutak dolaska snopa  $t_{SD}$ :

- *Skupina A*  
 Ovu skupinu čine kanali čije je horizontsko vrijeme manje ili jednaku vremenu dolaska snopa ( $t_h \leq t_{SD}$ ) (to je kanal 5 na slici 5-5),
- *Skupina B*  
 Ovu skupinu čine kanali čije je horizontsko vrijeme veće od  $t_{SD}$  ( $t_h > t_{SD}$ ) (to su kanali 1,2,3 i 4 na slici 5-5),

U LAUC-VF algoritmu, kanali nisu bili dijeljeni na te dvije skupine. Međutim, postoje varijacije LAUC-VF algoritma koji koriste navedenu klasifikaciju kanala. Neke od njih su:

- *Varijanta I*

Prvo se pretražuje skupina A a zatim skupina B. Od raspoloživih kanala iz skupine A izabire se onaj koji će stvoriti najmanju prazninu. Ukoliko nije pronađen raspoloživ kanal u skupini A tada se od raspoloživih kanala iz skupine B odabir kanala vrši po principu LAUC algoritma.

- *Varijanta II*

Prvo se pretražuje skupina A a zatim skupina B. Od raspoloživih kanala iz skupine A izabire se onaj koji ima najmanju prazninu. To znači da u odabiru kanala ne utječe praznina koja se stvara između novog snopa i prethodno raspoređenog snopa, već veličina praznine u koju se ubacuje snop. To znači da će u primjeru sa slike 5-5 biti odabran kanal *ch1* a ne *ch2* jer je  $(t_{se,1} - t_{ss,1}) < (t_{se,2} - t_{ss,2})$ . Ukoliko nije pronađen raspoloživ kanal u skupini A tada se od raspoloživih kanala iz skupine B odabir kanala vrši po principu LAUC algoritma.

- *Varijanta III*

Prvo se pretražuje skupina A a zatim skupina B. Odabire se prvi raspoloživi kanal iz skupine A. Ukoliko takav kanal ne postoji, onda se odabire prvi raspoloživi kanal iz skupine B. Fiksno pretraživanje ili *round-robin* tehnika pretraživanja može se koristiti u pretraživanju kanala (u primjeru sa slike 5-5 ovom metodom je izabran kanal *ch1*).

- *Varijanta IV*

Pretražuju se podatkovni kanali bez obzira na skupinu prema nekom fiksnom redosljedu ili prema *round-robin* načelu. Odabire se prvi raspoloživi kanal. Uz ovakav način pretraživanja kanala LAUC-VF algoritam postaje opisani FFUC-VF algoritam (u primjeru s slike 5-5 ovom metodom je izabran kanal *ch1*).

Glava karakteristika LAUC-VF algoritam dobro iskorištenje mrežnih resursa. Međutim, ali glavni nedostatak je kompleksnost algoritma, jer je moguće da raspoređitelj nije u stanju na vrijeme konfigurirati komutacijsku matricu za nadolazeći snop zbog toga što pronalazak optimalnog kanala može trajati relativno dugo. Kompleksnost ovog algoritma je određena brojem podatkovnih kanala, brzine procesiranja kontrolnih paketa unutar SCU-a, maksimalne duljine snopa, veličine optičkog spremnika te karakteristika podataka koji se nalaze u snopu (klasa usluge).

## 5.4 G-LAUC-VF algoritam

Prilikom raspoređivanja snopova postoji mogućnost prioritizacija snopova što implicira mogućnost implementacije kvalitete usluge pomoću adekvatnog algoritma raspoređivanja. S tim ciljem napravljena je modifikacija LAUC-VF algoritma koja koristi pogodnosti *DiffServ* mehanizma te *MPLS* protokola. Algoritam se naziva G-LAUC-VF (*Generalized LAUC-VF*) [22]. U tom algoritmu se podatkovni snopovi dijele u  $n$  klasa ovisno od klase usluge kojoj pripadaju. U izvorišnom rubnom usmjeritelju, snopovi su stvoreni agregacijom paketa koji pripadaju istoj kvaliteti usluge i koji imaju istu odredišnu adresu. U jezgrenim usmjeriteljima, podatkovni snopovi će biti raspoređeni na odgovarajući izlazni link pomoću raspoređitelja vezanog u link. Za svaki link, raspoređitelj posjeduje  $n$  repova čekanja  $Q_1, Q_2, \dots, Q_n$  gdje rep  $Q_i$  korišten za spremanje kontrolnih

paketa koji pripadaju  $i$ -toj klasi usluge i to prema FIFO (*First In First Out*) principu. U realizaciji algoritma korištena je pretpostavaka upotrebe transmisije u vremenskim odsječcima (*time slots*) u kojoj su kontrolni paketi slani u grupama, gdje je jedna grupa slana u jednom vremenskom odsječku. U svakom vremenskom odsječku izvodi se procedura koja je dana u ispisu 5-2.

*Ispis 5-2 Procedura G-LAUC-VF algoritma*

**Početak**

Za  $i=1, n$

Ako  $Q_i$  sadrži kontrolni paket  $BHC$  koji pripada tekućem vremenskom odsječku

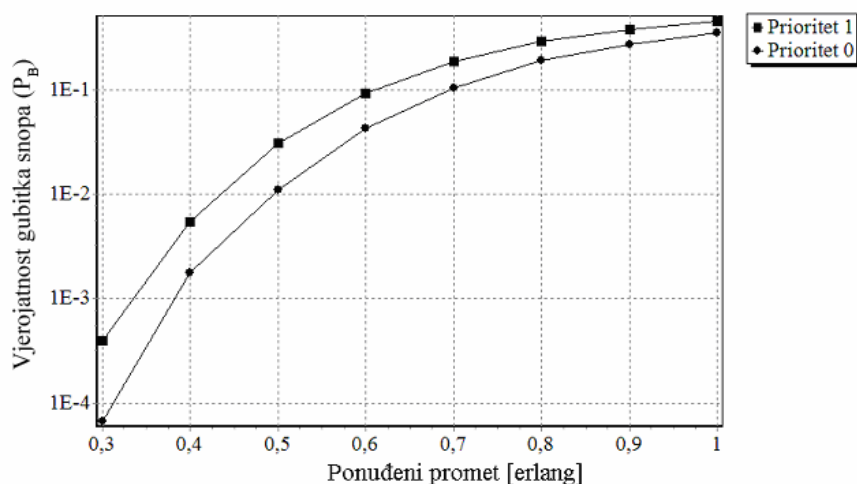
Uzmi kontrolni paket  $BHC_j$  iz repa čekanja  $Q_i$ ;

Pomoću LAUC-VF algoritma zauzmi resurse za snop kontrolnog paketa  $BHC_j$ ;

**Kraj**

Pretpostavljajući da snopovi klase  $i$  imaju veći prioritet od snopova klase usluge  $j$ , tj. ako je  $i < j$ , tada opisani algoritam osigurava da se oni snopovi čiji kontrolni paketi se nalaze u repu  $Q_i$  raspoređuju prije snopova čiji se kontrolni paketi nalaze u repu  $Q_j$ . MPLS (*Multiprotocol Lambda Switching*) protokol osigurava izvedbu ovog algoritma. G-LAUC-VF algoritam koristi LAUC-VF algoritam kao pod-algoritam za raspoređivanje snopova. Jednostavna sklopovska implementacija može biti postignuta pomoću serije sustava posluživanja s čekanjem. Zbog velikih ograničenja na vremensku domenu, G-LAUC-VF se pokazuje kao izrazito dobar algoritam zbog svoje jednostavnosti. Budući da se koristi LAUC-VF algoritam, izbjegnuta je potreba za kompletnim redizajnom u sklopovskoj strukturi jezgrenih usmjerenja.

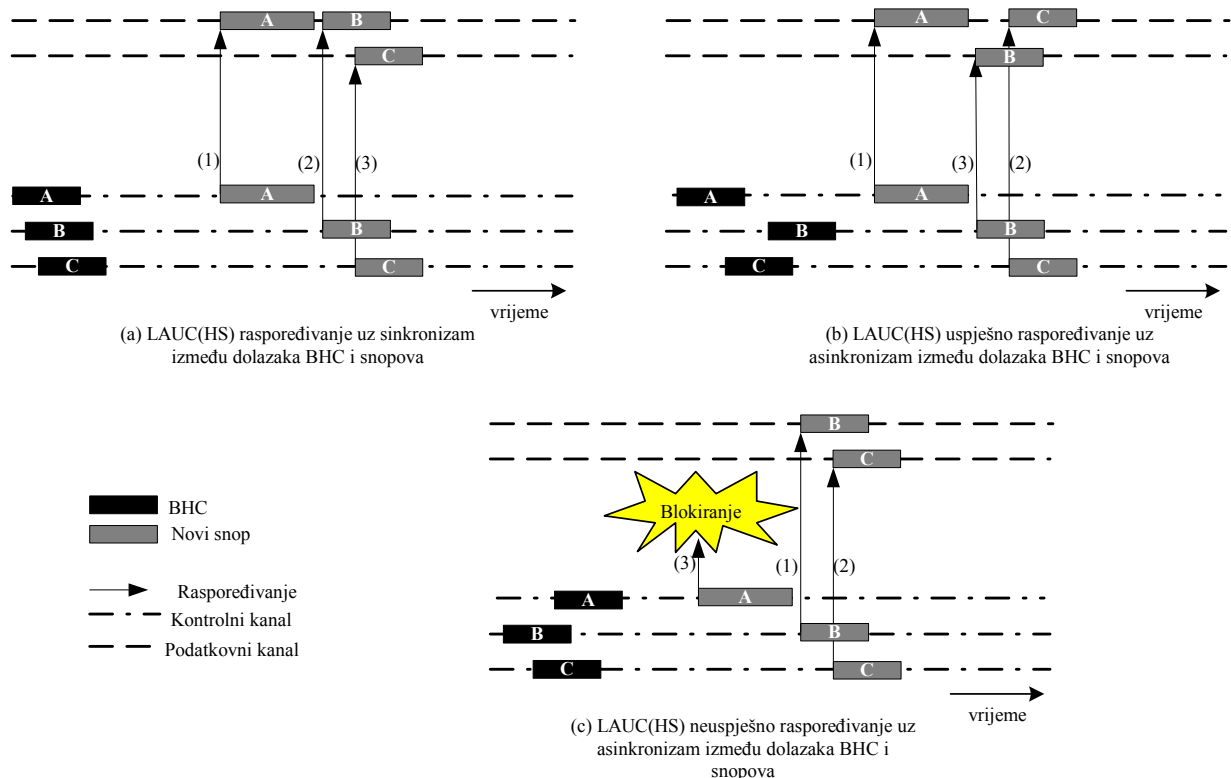
Na slici 5-6 su pokazani simulacijski rezultati G-LAUC-VF algoritma izvedenih na testnoj mreži s ciljem verifikacije algoritma. Vjerojatnost gubitaka snopova ( $P_B$ ) za klasu 0 (klasa većeg prioriteta) je manja od vjerojatnosti gubitaka snopova za klasu 1 te je time pokazano da je moguće implementirati paradigmu kvalitete usluge u OBS mreži pomoću algoritama raspoređivanja kanala.



Slika 5-6 Vjerojatnost gubitka snopa za dvije klase usluge

## 5.5 FAFA(-VF) algoritam

U prethodno opisanim algoritmima jedan od nedostataka je slabo popunjavanje praznina koje se pojavljuju na valnim kanalima. Horizontsko raspoređivanje ima prednost u jednostavnoj sklopovskoj implementaciji ali stvara dosta velike praznine, što vodi ka degradaciji performansi, tj. povećanju vjerojatnosti gubitka snopa i slaboj iskorisćenosti mrežnih resursa. LAUC-VF ima bolje rješenje što se tiče ispunjavanja praznina. Međutim, on ne može minimizirati praznine zbog toga što je vrijeme odmaka između snopa i kontrolnog paketa varijabilno. To čini promet asinkronim tj. varijabilno vrijeme odmaka utiče na to da redoslijed dolazaka kontrolnih paketa i snopova nije isti što čini praznine još uvijek dosta velikim. Razlog zbog čega asinkronost između dolazaka kontrolnih paketa i snopova utiče na efikasnost raspoređivanja snopova može biti objašnjena na sljedeći način. Neka je zadana sekvenca snopova  $SEQ = S_1, S_2, \dots, S_n$  gdje je svaki snop definiran s tri parametra ( $t_{BHC,i}$ ,  $t_{SD,i}$ ,  $T_{snop,i}$ ), tj. vremenom dolaska kontrolnog paketa  $t_{BHC,i}$ , vremenom dolaska snopa  $t_{SD,i}$  i duljinom snopa  $T_{snop,i}$ . Radi jednostavnosti objašnjenja, pretpostavljeno je da vrijedi  $i < j$ ,  $t_{BHC,i} \leq t_{BHC,j}$ , tj. snopovi su u sekvenci poredani po vremenima dolaska njihovih kontrolnih paketa. Neka je nadalje s  $W(SEQ)$  označen broj snopova koji se međusobno preklapaju. Kako bi se izbjegla uporaba optičkih spremnika prilikom njihovog raspoređivanja, minimalni broj kanala na izlaznom linku mora biti veći ili jednak broju  $W(SEQ)$ . Prema tome, dobar algoritam raspoređivanja snopova mora moći rasporediti snopove bez korištenja spremnika ukoliko je broj izlaznih kanala veći ili jednak  $W(SEQ)$ . LAUC ili HS algoritam imaju takvo svojstvo ukoliko je redoslijed dolazaka kontrolnih paketa i snopova isti, tj. postoji sinkronizacija između njihovih dolazaka.



Slika 5-7 Slučajevi uspješnog(a i b) i neuspješnog(c) raspoređivanja snopova pomoću HS algoritma

Na slici 5-7 su pokazane različite situacije međusobnog odnosa dolazaka kontrolnih paketa i snopova i rezultati raspoređivanja snopova pomoću LAUC (HS) algoritma. Budući da je broj kanala na izlaznom linku jednak broju snopova koji se preklapaju ( $W(SEQ)$ ), u slučaju sinkronizacije LAUC(HS) uspješno izvršava raspoređivanje snopova (slika 5-7(b)). Također, pojedini slučajevi asinkronizma dolazaka kontrolnih paketa i snopova koji mogu rezultirati uspješnim raspoređivanjem. To je slučaj za koji vrijedi da niti jedan snop  $S_i$  ne prethodi snopu  $S_j$  za više od duljine snopa  $S_j$  ( $T_{snop,j}$ ), ukoliko je  $t_{BHC,i} < t_{BHC,j}$ , tj.:

$$t_{SD,i} < t_{SD,j} + T_{snop,j}, \text{ za } \forall i < j. \quad (5-7)$$

To je slučaj (b) na slici 5-7. Ukoliko nije zadovoljeno to pravilo, dolazi do blokiranja snopa prilikom raspoređivanja pomoću LAUC(HS) algoritma (slika 5-7(c)).

Na osnovu ovih razmatranja, javila se ideja raspoređivanja snopova prema trenucima dolazaka samih snopova a ne njihovih kontrolnih paketa. Kako bi se provela ta ideja raspoređitelj ne provodi raspoređivanje snopa u trenutku dolaska kontrolnog paketa ( $t_{BHC}$ ), što je slučaj u LAUC (HS) algoritmu, već kontrolni paket šalje u prioritetni rep čekanja na osnovu vremena dolaska njegovog snopa a proces obrade kontrolnog paketa se odgađa za određeni vremenski interval. Stoga, raspoređitelj zahtjeve obrađuje kontrolne pakete iz prioritetnog repa prema vremenima dolazaka njihovih snopova. Ovaj način procesiranja kontrolnih paketa povećava broj slučajeva asinkronizma kontrolnih paketa i snopova koji mogu rezultirati uspješnim raspoređivanjem. Neka je s  $t_{SCH}$  označeno novi trenutak obrade kontrolnog paket, tj.:

$$t_{SCH} = t_{BHC} + \Delta_{extra}, \quad (5-8)$$

gdje je  $\Delta_{extra}$  dodatno vrijeme zadržavanja kontrolnog paketa prije obrade. Sada je pravilo (5-7) prošireno pravilom:

$$t_{BHC,j} \leq t_{BHC,i} + \Delta_{extra}, \text{ za } \forall i < j, \quad (5-9)$$

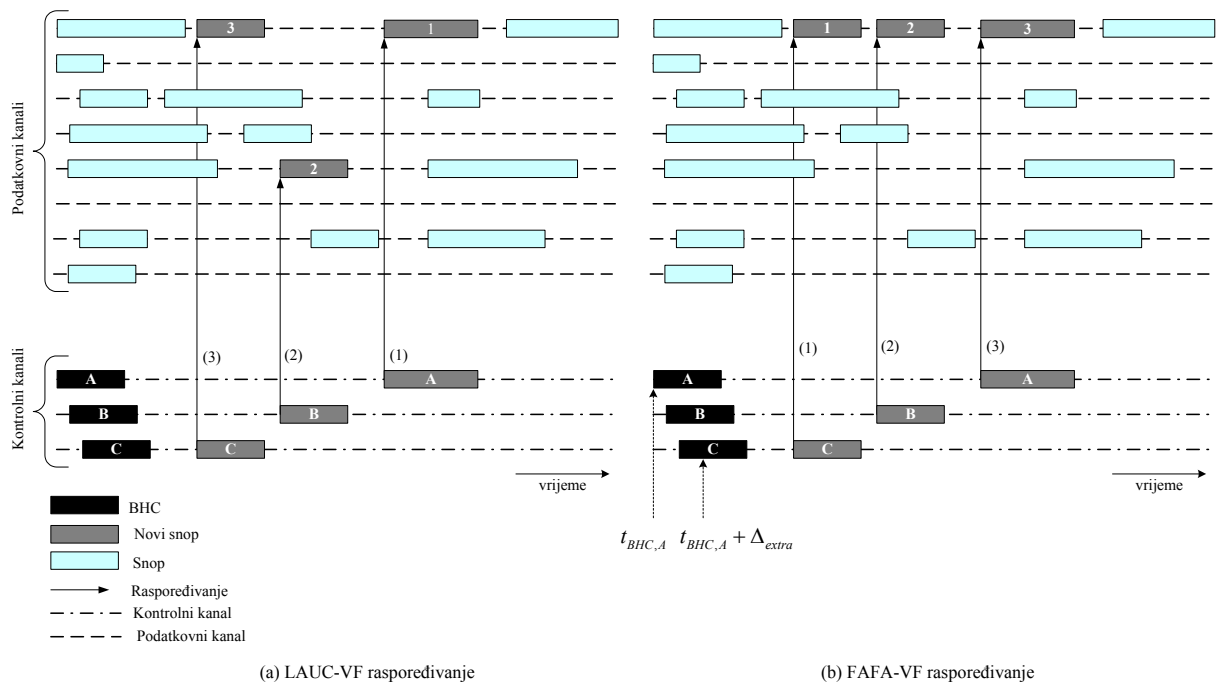
tj. to je slučaj kada je kontrolni paket  $S_j$  raspoređen prije kontrolnog paketa snopa  $S_i$ . Jedina situacija koja će rezultirati blokiranjem snopa je ta kada je kontrolni paket za snop  $S_j$ , koji je stigao poslije kontrolnog paketa snopa  $S_i$ , raspoređen na kanal i kada snop  $S_j$  završava prije dolaska snopa  $S_i$ , tj.:

$$t_{SD,i} \geq t_{SD,j} + T_{snop,j} \quad \wedge \quad t_{BHC,j} > t_{BHC,i} + \Delta_{extra}, \text{ za } \forall i < j. \quad (5-10)$$

Jednostavnije rečeno, pravilo (5-10) pokriva onaj slučaj kada ni dodatno zadržavanje kontrolnog paketa ne može ispraviti asinkronost dolazaka kontrolnih paketa i njihovih snopova.

Slijedeći tu ideju, razvijen je algoritam FAFA-VF (*First Arrival First Assignment – Void Filling*) [13] koji sličan je LAUC-VF algoritmu po tome što raspoređitelj isto dodjeljuje snopovima kanale s najmanjom prazninom. Međutim, FAFA-VF dodjeljuje kanale po redoslijedu dolaska snopova u usmjeritelj a ne po redoslijedu dolaska kontrolnih paketa (što je slučaj kod LAUC-VF algoritma).

Primjer rada FAFA-VF algoritma i njegova usporedba s LAUC-VF algoritmom je prikazana na slici 5-8.



Slika 5-8 Raspoređivanje i dodjela podatkovnih kanala u LAUC-VF (a) i FAFA-VF (b) algoritmu

U primjeru s slike 5-8, tri kontrolna paketa, A, B i C, stižu jedan za drugim u vremenskom intervalu  $\Delta_{extra}$  u jezgri usmjernitelja. Njihovi snopovi, pak, dolaze u usmjernitelj u obrnutom redoslijedu, tj. C, B, A. Budući da LAUC-VF algoritam raspoređuje snopove prema redoslijedu dolaska kontrolnih paketa, tada će u promatranom primjeru prvo biti raspoređen snop A, zatim B i na kraju snop C. Rezultat takvog raspoređivanja će biti praznina na prvom kanalu ( $ch0$ ). Međutim, ukoliko se koristi FAFA-VF raspoređivanje tada se neće pojaviti ta praznina jer će se raspoređivanje dešavati u redoslijedu dolazaka snopova (C, B, A) zbog odgođenog raspoređivanja. Time, novi snopovi koji dolaze u vremenskom intervalu  $[t_{BHC}, t_{SCH}]$  (B, C) neće biti u manjoj prednosti zbog toga što su njihovi kontrolni paketi stigli kasnije u usmjernitelj.

FAFA-VF algoritam može biti napisan u obliku pseudo koda prikazanog u ispisu 5-3.

### Ispis 5-3 Pseudo kod FAFA-VF algoritma

- 
- Korak 0**      Odredi vrijeme obrade kontrolnog paketa  $X$  koji je stigao u trenutku  $t_{BHC}$ ,  
 $t_{SCH} = t_{BHC} + \Delta_{extra}$  i stavi ga u prioritetni rep čekanja prema vremenu dolaska  
njegovog snopa u usmjernitelj ( $t_{SD} = t_{BHC} + T_{odmak}$ );
- Korak 1**      Čekaj dolazak novog kontrolnog paketa  $Y$ ;
- Korak 2**      Ako je  $t < t_{SCH}$   
Stavi kontrolni paket  $Y$  u prioritetni rep čekanja;  
Idi na korak 1;
- Korak 3**      Ako je  $t = t_{SCH}$  (trenutak raspoređivanja kontrolnog paketa  $X$ ) radi:
-

---

Pomoću LAUC-VF algoritma zauzmi resurse za snopove kontrolnih paketa koji se nalaze ispred kontrolnog paketa X, uključujući i njega.  
 Idi na korak 0;

---

U prvom koraku (korak 0) algoritma određuje se vrijeme raspoređivanja novog kontrolnog paketa ( $t_{SCH} = t_{BHC} + \Delta_{extra}$ ) te se kontrolni paket stavlja u prioritetni rep čekanja na osnovnu vremena dolaska njegovog snopa ( $t_{SD} = t_{BHC} + T_{odmak}$ ). U drugom koraku se očekuju novi kontrolni paketi. Ukoliko nije još došao trenutak raspoređivanja kontrolnog paketa ( $t < t_{SCH}$ ), novi kontrolni paket se stavlja u rep čekanja na istom principu (korak 2). Ako je došao trenutak raspoređivanja kontrolnog paketa, tada se svi kontrolni paketi koji se nalaze ispred tog kontrolnog paketa raspoređuju po principu LAUC-VF algoritma (korak3), uključujući i granični kontrolni paket koji je inicirao raspoređivanje.

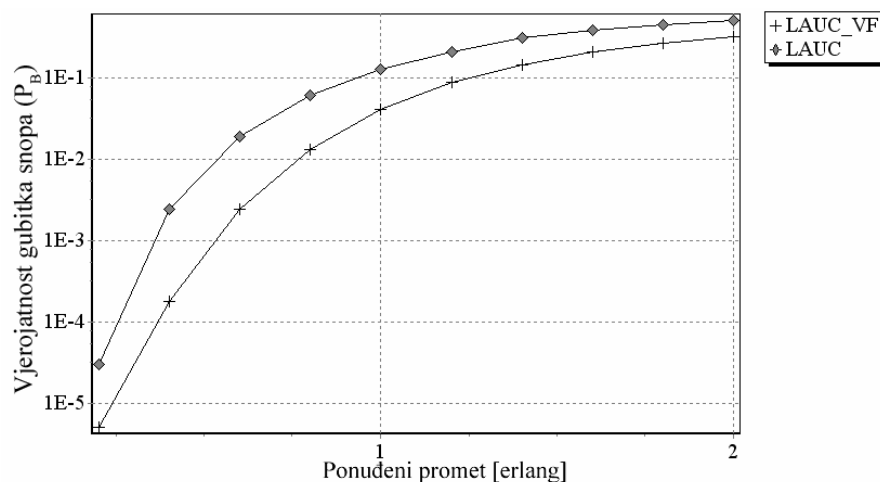
Implementacija FAFA-VF algoritma zahtjeva uvođenje prioritetnog repa čekanja te definiranja dodatnog vremena  $\Delta_{extra}$ , što predstavlja negativnu stranu ovog algoritma. Uvođenje prioritetnog repa ne predstavlja toliki problem kao što predstavlja problem dodatno vrijeme jer on implicitno povećava i ukupnog vrijeme odmaka, koje sada u slučaju JET signalizacijskog protokola iznosi:

$$T_{odmak} = H \cdot (\Delta + \Delta_{extra}). \quad (5-11)$$

Stoga, dodatno vrijeme zadržavanja ne smije biti veliko radi prevelikog kašnjenja. S druge strane, mala vrijednost  $\Delta_{extra}$  utiče da broj kontrolnih paketa koji stignu u usmjeritelj u tom vremenskom intervalu je mali te se prednost FAFA-VF algoritma nad LAUC-VF algoritmom počinje gubiti (slučaj (5-10) je čest).

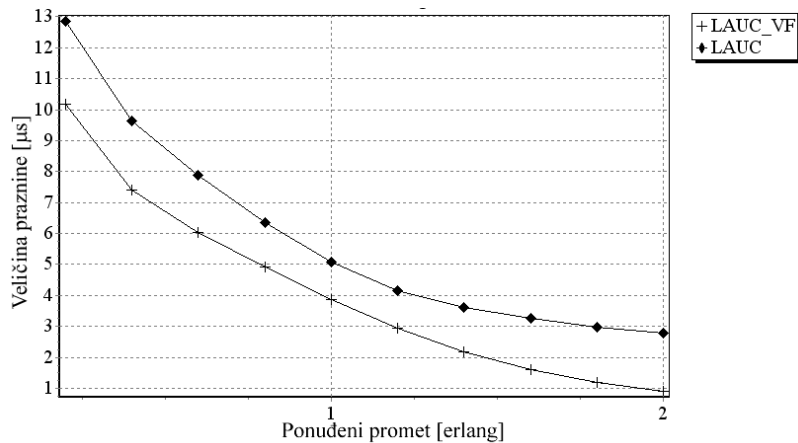
## 5.6 Usporedba algoritama raspoređivanja kanala pomoću simulacije

Prva simulacijska usporedba je bila usmjerena na usporedbu algoritama s i bez popunjavanja praznina. U usporedbu su uzeta dva reprezentativna algoritma, LAUC i LAUC-VF. Simulacijski rezultati usporedbe pokazuju znatnu prednost algoritma LAUC-VF, kao što je vidljivo na slici 5-9 koja pokazuje vjerojatnost gubitka snopa za različito prometno opterećenje.



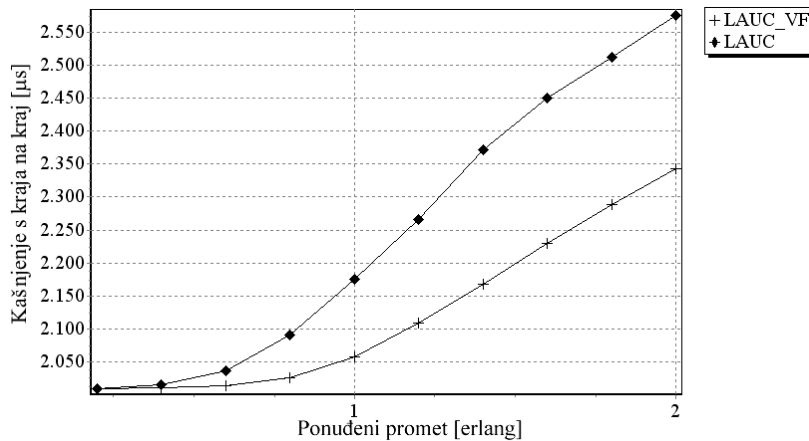
Slika 5-9 Vjerojatnost gubitka snopa za LAUC i LAUC-VF algoritam

Drugi parametar promatran u simulaciji je bio srednja veličina praznine (u vremenskim jedinicama) koju stvaraju algoritmi raspoređivanja kanala. Sa slike 5-10 je vidljiva glavna prednost LAUC-VF algoritma nad LAUC algoritmom jer su praznine u prosjeku za par  $\mu s$  manje što zamjetna razlika jer su snopovi korišteni u simulaciji bili srednje duljine  $T_{snop} = 8\mu s$ . Također je vidljivo da se razlika u srednjoj veličini praznine u principu ne mijenja s povećanjem opterećenja, što je očekivano s obzirom na karakteristike algoritama, tj. srednja veličina praznine pokazuje inherentnu razliku između algoritama koja se ne mijenja s opterećenjem.



Slika 5-10 Srednja veličina praznine za LAUC i LAUC-VF algoritam

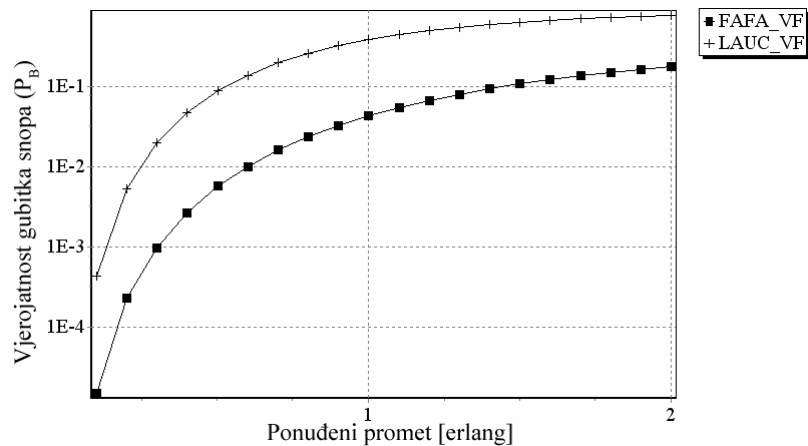
Kašnjenje s kraja na kraj za promatrane algoritme je prikazano na slici 5-11. Budući da su korišteni optički spremnici, u LAUC algoritmu s povećanjem opterećenja kašnjenje s kraja na kraj brže raste od kašnjenja u LAUC-VF algoritmu jer LAUC algoritam sve češće koristi optičke spremnike kod raspoređivanja snopova.



Slika 5-11 Kašnjenje s kraja na kraj za LAUC i LAUC-VF algoritam

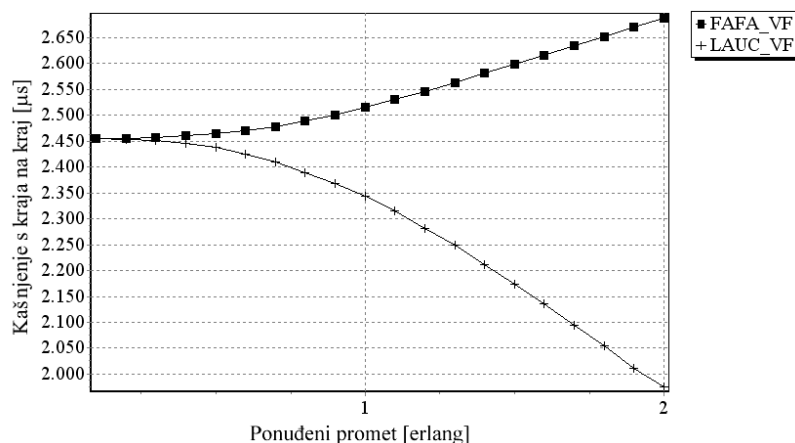
Sljedeća simulacijska komparacija je bila napravljena između različitih algoritama koji popunjavaju praznine, konkretno LAUC-VF i FAFA-VF algoritma. S slike 5-12, na kojoj je prikazana vjerojatnost gubitka snopa, je vidljivo da FAFA-VF pokazuje znatnu prednost nad LAUC-VF algoritmom.





5-12 Vjerojatnost gubitka snopa za LAUC-VF i FAFV-VF algoritam

Budući da u simulaciji nisu korišteni optički spremnici, kašnjenje s kraja na kraj LAUC-VF algoritma pada s porastom opterećenja u mreži zbog toga što samo snopovi čije odredište je blizu bivaju uspješno preneseni. Međutim, kašnjenje za FAFV-VF algoritam postaje veće jer se snopovi duže zadržavaju u usmjeriteljima pri samo slanju.

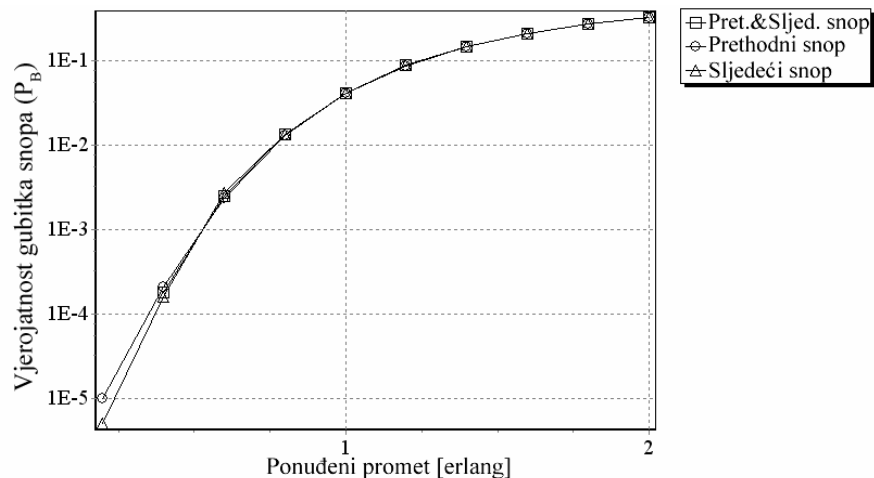


5-13 Kašnjenje s kraja na kraj za LAUC-VF i FAFV-VF algoritam

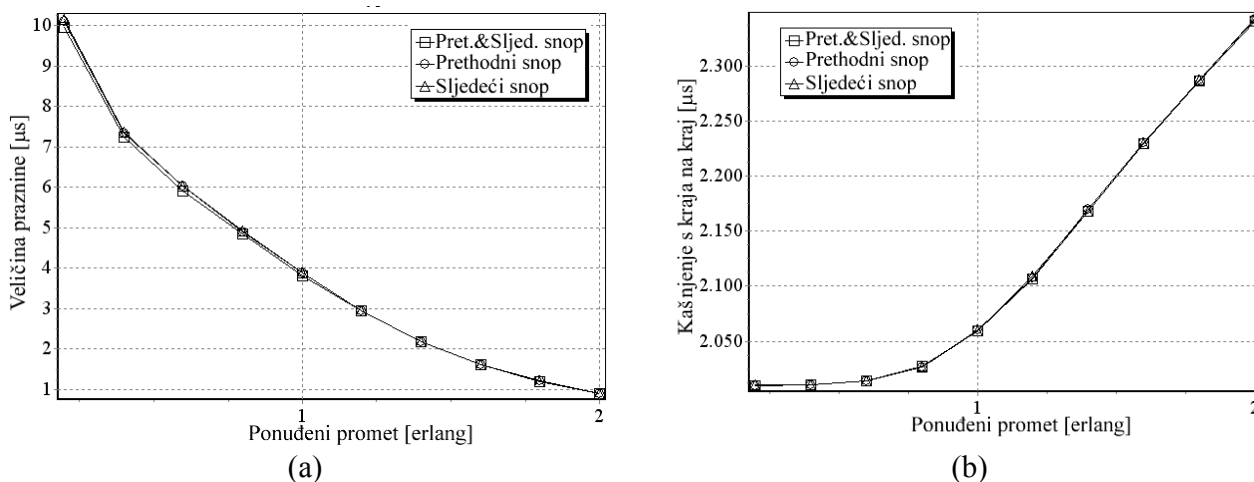
Zadnja simulacijska komparacija izvedena za različite varijante LAUC-VF algoritma, tj. za različite kriterije odabiranja kanala. U simulaciji su promatrana tri kriterija odabiranja kanala:

- promatranje minimalne praznine u odnosu na prethodni raspoređeni snop,
- promatranje minimalne praznine u odnosu na sljedeći raspoređeni snop,
- kombinacija prethodna dva kriterija.

Simulacijski rezultati prikazani na slikama 5-14 i 5-15 pokazuju da gotovo ne postoji razlika između tih varijanti.



Slika 5-14 Vjerojatnost gubitka snopa za različite varijante odabiranja kanala u LAUC-VF algoritmu



Slika 5-15 Veličina praznine (a) i kašnjenje s kraja na kraj (a) za različite varijante odabiranja kanala u LAUC-VF algoritmu

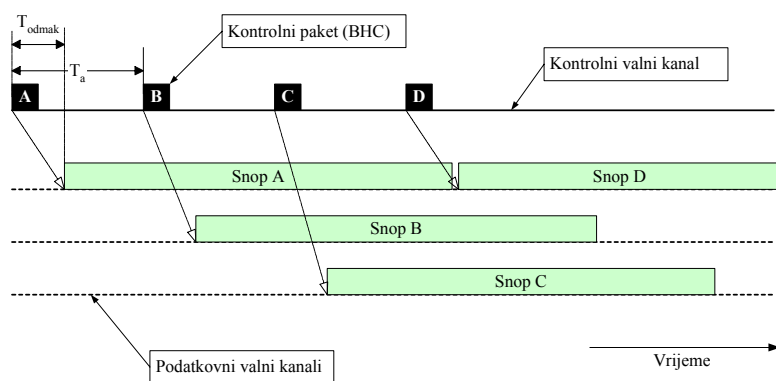
## 5.7 Utjecaj opterećenja SCU-a na algoritme raspoređivanja kanala u JET protokolu

U prethodnom poglavlju je rečeno da efikasnost JET protokola je uvjetovana opterećenjima kontrolnih dijelova jezgrih usmjeritelja, tj. efikasan rad se postiže ukoliko je opterećenje kontrolnih procesora manje od 0,1%. Zanimljivo je pogledati kako takvo opterećenje ima utjecaj na raspoređivanje snopova po podatkovnim kanalima.

Ukoliko se pretpostavi da je  $\Delta \approx \delta_{SCU}$  tada je moguće vrijeme odmaka u JET protokolu napisati kao:

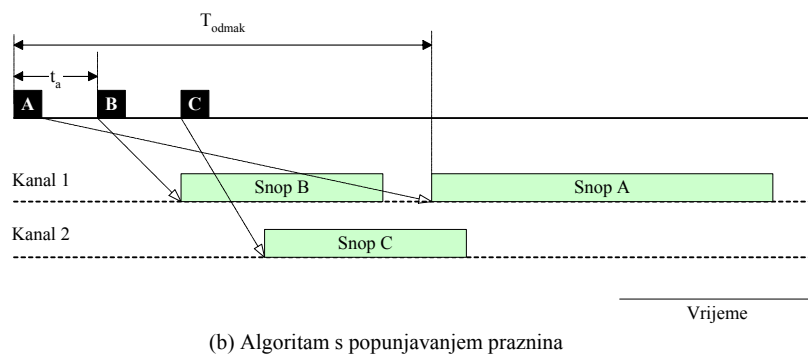
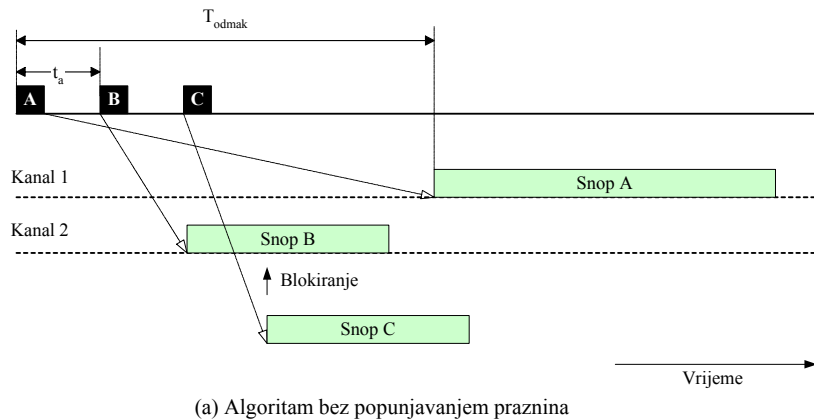
$$T_{odmak} = H \cdot \rho_{SCU} \cdot \frac{1}{\lambda} = H \cdot \rho_{SCU} \cdot T_a, \quad (5-12)$$

jer je  $\Delta = \rho_{SCU} / \lambda$ , gdje je  $\lambda$  prometni intenzitet koji dolazi u jedan port u jezgrenom usmjeritelju. Ukoliko se pretpostavi da je opterećenje kontrolnih procesora u niskom režimu ( $\rho_{SCU} = 0,1\%$ ), tada iz relacije (5-12) proizlazi da je vrijeme odmaka daleko manje od srednjeg međudolaznog vremena ( $T_a$ ) kontrolnih paketa odnosno snopova, budući da broj skokova do odredišta je reda veličine nekoliko desetina za relativno velike mreže ( $T_{odmak} \approx 10^{-2} \times T_a \rightarrow T_{odmak} \ll T_a$ ). I kad bi srednji broj skokova bio velik (reda nekoliko 100) i dalje bi vrijeme odmaka bilo manje od  $T_a$ , zbog postavljenog malog opterećenja ( $T_{odmak} \approx 10^{-1} \times T_a$ ). Postavlja se pitanje kakav utjecaj ima ova situacija na algoritme koji vrše raspodjelu mrežnog kapaciteta snopovima. Kako bi se dao odgovor, opisana situacija je dana na slici 5-16, gdje je opterećenje podatkovnog transmisijskog linka relativno veliko.



Slika 5-16 Raspoređivanje snopova u slučaju visokog opterećenja podatkovnog transmisijskog linka i niskog opterećenja kontrolnog dijela jezgrenom usmjeritelja

Na slici 5-16 je vidljivo da algoritmi koji vrše popunjavanje praznina (*void fillings*), kao što su LAUC-VF, FFUC-VF itd., neće pokazati prednosti nad onim algoritmima koji to ne rade (LAUC, FFUC,...). Razlog tome je što se praznine nikad ili vrlo rijetko pojavljuju, tj. situacija na slici 5-17, u kojoj algoritam s popunjavanjem praznina pokazuje prednost nad algoritmom bez popunjavanja praznina, je nemoguća ili vrlo rijetka. Konkretno, na slici 5-17 su se pojavila tri kontrolna paketa u relativnom kratkim razmacima, tj. u razmacima koji su manji od vremena odmaka ( $t_a < T_{odmak}$ ). Algoritam s popunjavanjem praznina će smjestiti snop B na valni kanal 1, iza snopa A te tako omogućiti kontrolnom paket C da zauzme kapacitet za svoj snop. Algoritam bez popunjavanja praznina neće vidjeti prazninu ispred snopa A te će smjestiti snop B na drugi valni kanal i na taj način spriječiti umetanje snopa C. Međutim, ta situacija, kao što je rečeno, je vrlo rijetka jer će se vrlo rijetko događati da dođe nekoliko kontrolnih paketa u razmacima kraćim od vremena odmaka jer je srednje međudolazno vrijeme daleko veće od vremena odmaka.



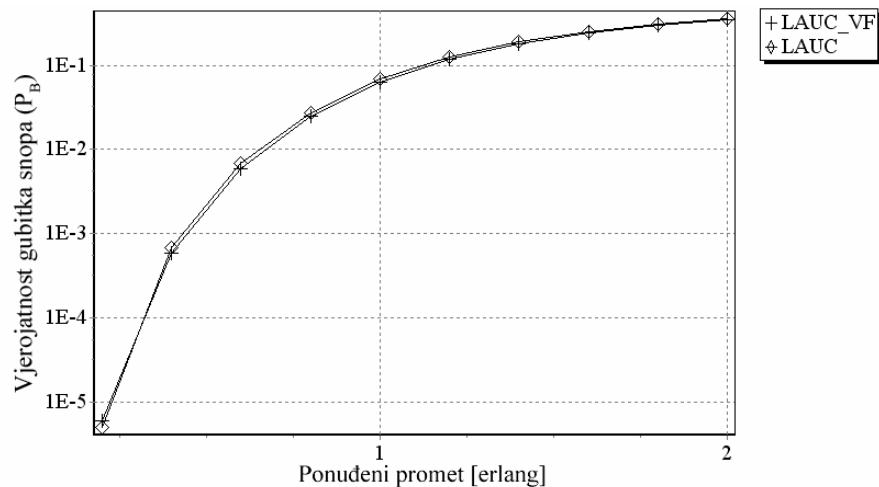
Slika 5-17 Slučaj u kojem algoritam s popunjavanjem praznina (a) pokazuje prednost nad algoritmom bez popunjavanja praznina (b)

Algoritmi s popunjavanjem praznina bi došli do izražaja ukoliko bi opterećenje SCU-a bilo dosta veliko ( $\rho_{SCU} \approx 1$ ) jer bi tada situacija na slici 5-17 bila česta, jer u tom slučaju vrijeme odmaka iznosi:

$$T_{odmak} \approx H \cdot \frac{1}{\lambda} = H \cdot T_a, \quad (5-13)$$

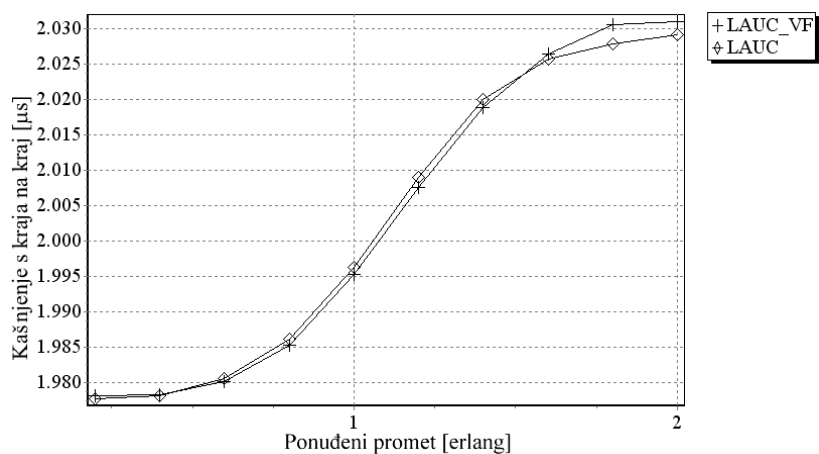
tj. vrijeme odmaka je veće od srednjeg međudolaznog vremena. Takva situacija je moguća ukoliko se pretpostavi da je SCU građen od beskonačnog broja procesora, tj. da se SCU ponaša kao M/D/ $\infty$  sustav posluživanja. Ta pretpostavka je korištena u simulaciji u prethodnom poglavlju budući da je cilj bio usporedba samih algoritama za raspodjelu snopova.

Radi verifikacije prethodne analize, provedena je simulacija u testnoj mreži za slučaj niskog opterećenja kontrolnog dijela jezgrenog usmjeritelja. Na slici 5-18 se vidi da gotovo ne postoji razlika u performansama s obzirom na vjerojatnost gubitka snopa između algoritma s popunjavanjem praznina (LAUC-VF) i algoritma bez popunjavanja praznina (LAUC).



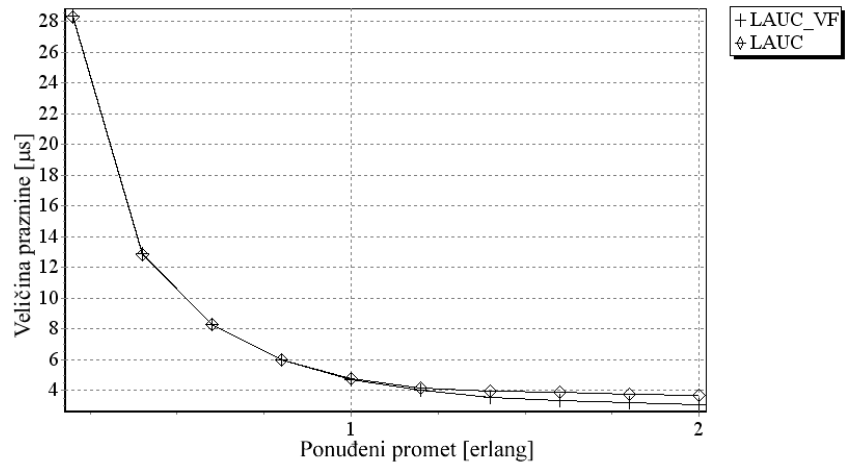
Slika 5-18 Vjerojatnost gubitka snopa u LAUC i LAUC-VF algoritmu pod niskim opterećenjem SCU-a

Kašnjenje s kraja na kraj (slika 5-19) te srednja veličina praznine (slika 5-20) pokazuju da razlika između LAUC i LAUC-VF algoritma gotovo ne postoji u slučaju niskog opterećenja kontrolnog dijela jezgrenog usmjeritelja. Razlika, koja nije bila uočljiva na krivulji gubitaka snopova, između algoritma na slikama 5-19 i 5-20 postaje uočljiva kada opterećenje podatkovnog dijela postaje veliko, tj. opterećenje SCU-a prestaje biti malo te je situacija na slici 5-17 sve češća.



Slika 5-19 Kašnjenje s kraja na kraj u LAUC i LAUC-VF algoritmu pod niskim opterećenjem SCU-a

Kašnjenje s kraja na kraj u LAUC algoritmu postaje manje zbog većih gubitaka a veličina praznina postaje veća od veličine praznina u LAUC-VF algoritmu, tj. LAUC-VF algoritam počinje prevladavati zbog svog mehanizma popunjavanja praznina.

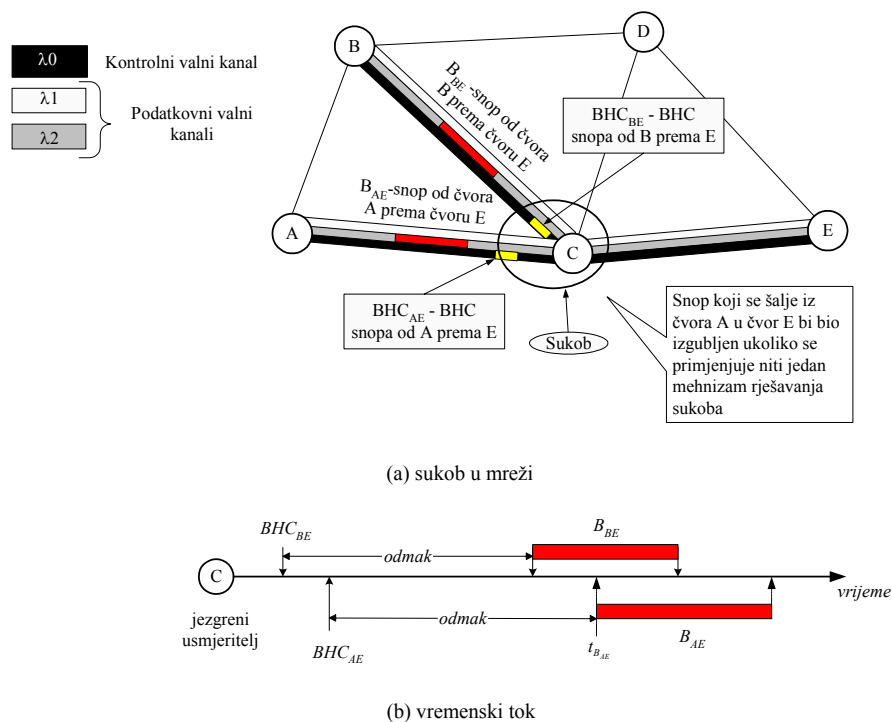


Slika 5-20 Srednja veličina praznine u LAUC i LAUC-VF algoritmu pod niskim opterećenjem SCU-a

# Poglavlje 6

## Mehanizmi rješavanja sukoba

Kao što je već spomenuto u prethodnim dijelovima, čest problem u OBS mrežama je pojava sukoba (*contention*) koji nastaje kada dva snopova iz različitih ulaznih portova unutar jezgrenog usmjeritelja trebaju biti usmjereni na isti izlazni port, na isti valni kanal i ako se vremenski preklapaju. Slučaj sukoba je prikazan na slici 6-1(a) na primjeru jednostavne mreže od 5 čvorova s WDM transmisijskim linkovima od koji svaki ima 3 valna kanala, gdje su dva valna kanala dodijeljena prijenosu snopova ( $\lambda_1$  i  $\lambda_2$ ) a jedan valni kanal dodijeljen prijenosu kontrolnih informacija tj. kontrolnih paketa ( $\lambda_0$ ). Čvorovi *A* i *B* šalju snop čvoru *E* relativno u isto vrijeme. Prije slanja samih snopova čvorovi *A* i *B* šalju kontrolne pakete,  $BHC_{AE}$  odnosno  $BHC_{BE}$ . Budući da kontrolni paket  $BHC_{BE}$  stiže prije  $BHC_{AE}$  u čvor *C*, kontrolni paket  $BHC_{BE}$  ima prednost u rezervaciji resursa za svoj snop ( $B_{BE}$ ) i zauzima onu valnu duljinu između *C* i *E* na kojoj dolazi snop (pretpostavka je da nema valnih konvertera) u trajanju duljine snopova. Zatim iza kontrolnog paketa  $BHC_{BE}$  dolazi kontrolni paket  $BHC_{AE}$  koji ne uspijeva rezervirati valnu duljinu na linku između čvorova *C* i *E* za svoj snop jer je ona već zauzeta od strane snopova  $B_{BE}$ . Nastala situacija se naziva sukob jer se snop  $B_{AE}$  sukobljava s snopom  $B_{BE}$  pogledu rezervacije kapaciteta (slika 6-1(b)).



Slika 6-1 Slučaj pojave sukoba

U opisanom slučaju, snop  $B_{AE}$  bi bio izbačen ukoliko u mreži nisu implementirani neki od mehanizma rješavanja sukoba. Ovaj problem je prisutan i u optičkim mrežama s komutacijom paketa pa tehnike rješavanja sukoba nisu karakteristične samo za optičke mreže s komutacijskom snopova. Neki od mehanizma, koji rješavaju pozitivno nastalu situaciju, a biti će objašnjeni u sljedećim poglavljima, jesu:

- *uporaba optičkih spremnika*

U slučaju pojave spora, jedan snop se pohranjuje u optički spremnik. Međutim, današnje optičke memorije, omogućavaju kašnjenje svega nekoliko desetaka  $\mu s$ , što nije dovoljno za dugačke snopove,

- *primjena valne konverzije*

U slučaju pojave spora, jedan snop se konvertira na slobodnu valnu duljinu na izlaznom linku. Ova tehnika rješavanja spora ima nedostatak u uporabi valnih konvertera koji još nisu dovoljno usavršeni, a i cijena im je također jedan od razloga izbjegavanja njihove uporabe,

- *otklonsko (deflection) usmjeravanje*

U slučaju pojave spora, jedan snop biva usmjeren na drugi izlazni port koji je početak alternativnog puta do odredišta. Ova tehnika rješavanja spora ima nedostatak u tome što koristi kapacitete mreže kao spremnike snopova te su time i smanjene performanse mreže.

- *segmentacija snopova*

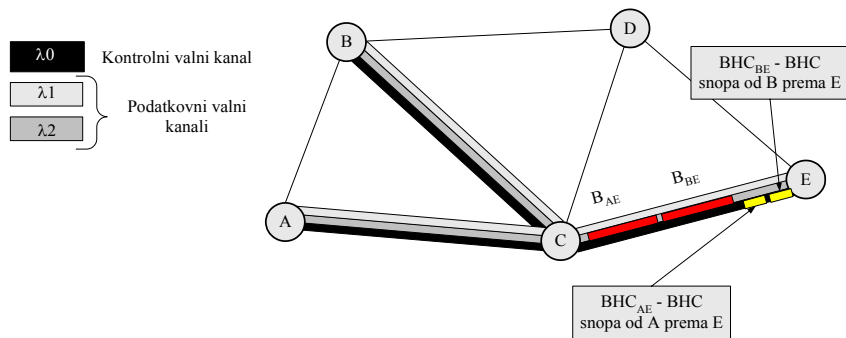
U slučaju pojave spora, jednom od sukobljenih snopova izbacuje se jedan njegov dio a ne cijeli snop dovoljan da oba snopa nakon izbacivanja budu uspješno prenesena.

## 6.1 Uporaba optičkih spremnika

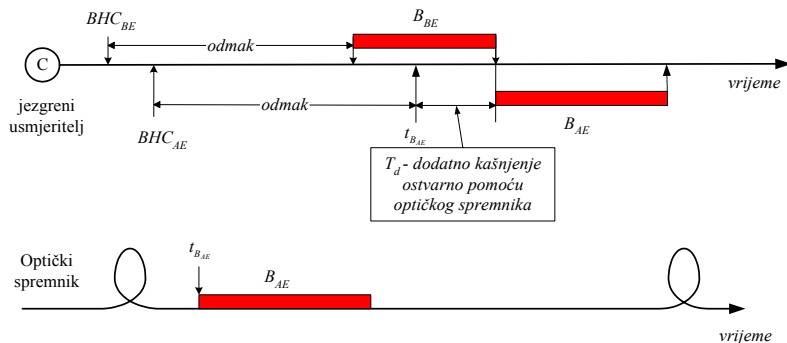
Rješavanje sukoba pomoću optičkih spremnika ostvareno je na način da se snop koji bi trebao biti izbačen u slučaju sukoba proslijedi u spremnik i zadrži vremenski interval koji je određen trenutkom oslobađanja izlaznog optičkog kanala (valne duljine). Rješenje sukoba za slučaj sa slike 6-1 ostvareno na ovaj način je prikazano na slici 6-2 (a).

Na slici 6-2 (b) je prikazan vremenski tok u procesu rješavanja sukoba pomoću spremnika. Snop u trenutku svog dolaska u čvor ( $t_{B_{AE}}$ ) prosljeđuje se u optički spremnik koji ga zadržava za vremenski interval koji potreban da dođe do oslobađanja izlaznog valnog kanala (vrijeme blokiranja  $T_d$ ). Naravno, pretpostavljena je idealna struktura optičkog spremnika koji osigurava kontinuirane vrijednosti kašnjenja.





(a) rješenje sukoba pomoću optičkog spremnika

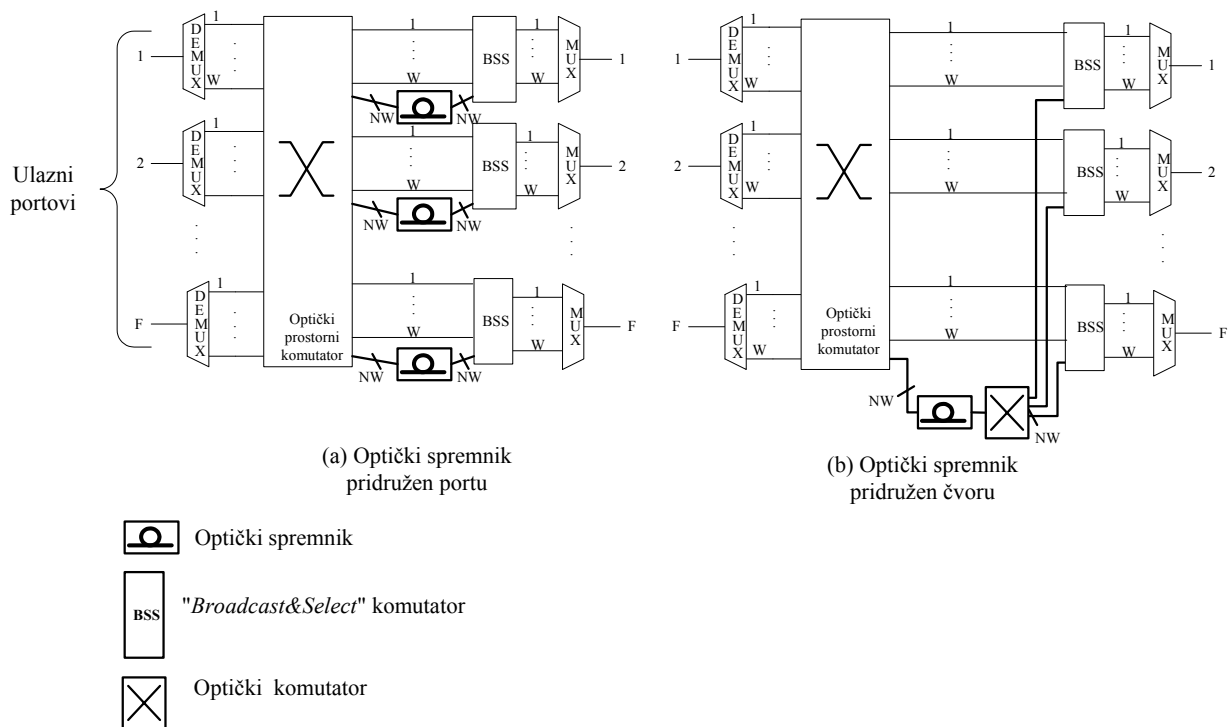


(b) vremenski tok

Slika 6-2 Rješenje sukoba pomoću optičkog spremnika (a) i vremenski tok (b)

### 6.1.1 Struktura komutatora snopova s optičkim spremnicima

Kako bi bilo moguće ostvariti pohranjivanje snopova u slučaju sukoba, struktura komutatora snopova mora imati u svojoj arhitekturi ugrađene optičke spremnike. Postoje različite varijante ugradnje od kojih su dvije prikazane na slici 6-3.



Slika 6-3 Varijante ugradnji optičkih spremnika u komutator snopova

U strukturi komutatora snopova na slici 6-3 (a), na svakom izlaznom portu nalazi se po jedan optički spremnik dimenzije  $N$  (tj. posjeduje  $N$  optičkih linija za kašnjenje o čemu će biti kasnije riječi). Komutator snopova ima spremnički kapacitet od  $N \times W$  spremnika gdje je  $W$  broj valnih duljina na pojedinom transmisijskom WDM linku. Svaki od  $F$  ulazni linkova je demultipleksiran na  $W$  kanala. Zatim, pomoću neblokirajućeg optičkog prostornog komutatora svaki kanal, tj. snop, komutiran je na odgovarajući izlaz. Ako su svi valni kanali na odgovarajućem izlaznom portu zauzeti, snop se prosljeđuje u optički spremnik, gdje je komutiran na liniju za kašnjenje koja je slobodna i po kapacitetu odgovora potrebnom kašnjenju snopa da bi se riješio sukob (pod kapacitetom optičke linije za kašnjenje se podrazumijeva kašnjenje koje je moguće ostvariti pomoću te linije). Zatim *BSS (Broadcast & Select Switch)* komutator izabire  $W$  kanala između izlaza iz prostornog komutatora i FDL spremnika. Na kraju se vrši multipleksiranje  $W$  kanala na izlazni link.

U varijanti komutatora snopova na slici 6-3 (b) koristi se samo jedan optički spremnik i on je dijeljen između svih  $F \times W$  valnih kanala. Način funkcioniranja ove varijante komutatora snopova je identičan prethodnoj varijanti s jedinom razlikom da je spremnički kapacitet  $F$  puta manji te je time i veća vjerojatnost pojave blokiranja i prilikom rezervacije samog spremnika. Također, zbog korištenja samo jednog spremnika za sve portove u usmjeritelju, potreban je dodatni optički komutator koji će komutirati izlaz spremnika na odgovarajući izlazni port.

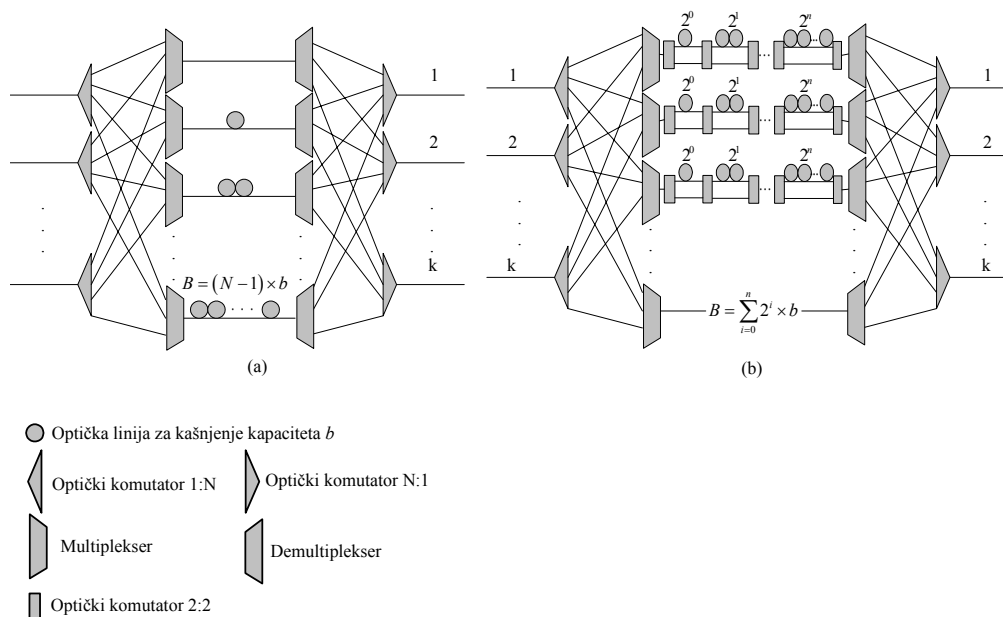
### 6.1.2 Strukture optičkih spremnika

Prije ugradnje optičkih spremnika u komutator snopova, potrebno je definirati strukturu samog optičkog spremnika. Naravno, postoji više realizacija optičkih spremnika ali svi imaju istu komponentu a to je *optička linija za kašnjenje (FDL – Fiber Delay Line)* koja je u principu optičko vlakno određene duljine te kašnjenje ( $b$ ), koje je pomoću njega moguće ostvariti, jednako je kvocijentu duljine vlakna ( $L_f$ ) i brzine prostiranja svjetlosti ( $v$ ) kroz vlakno, tj.:

$$b = \frac{L_f}{v}, \quad (6-1)$$

gdje brzina prostiranja svjetlosti u optičkom vlaknu iznosi  $v = 200\,000 \text{ km/s}$ . Korisno je napomenuti da duljina optičkog vlakna koje se koristiti je relativno duga te je degradacija optičkog signala, koja nastaje prilikom prolaska kroz vlakno, jedno od negativnih strana optičkih spremnika (npr. da bi se postiglo kašnjenje od nekoliko stotina  $\mu\text{s}$ , što je otprilike srednja duljina snopova na transmisijskoj brzini od 1 Gbit/s, potrebno je koristiti vlakno duljine  $L_f \approx 150 \text{ km}$ ).

Neke od struktura optičkog spremnika su dane na slici 6-4.



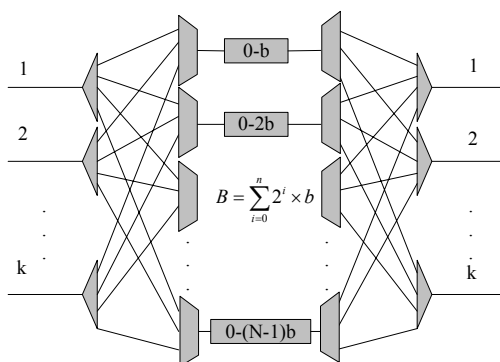
Slika 6-4 Strukture optičkih spremnika: fiksno kašnjenje (a) i varijabilno kašnjenje (b)

Optički spremnik na slici 6-4(a) izgrađen je od  $N$  kompozitnih optičkih linija za kašnjenje gdje je svaka kompozitna linija za kašnjenje građena od određenog broja običnih linija za kašnjenje kapaciteta  $b$ . Kompozitne linije za kašnjenje osiguravaju fiksno kašnjenje u rasponu od 0 do maksimalnih  $B = (N - 1) \times b$ . Struktura na slici 6-4(b) je dosta slična prethodnoj strukturi s tom razlikom da svaka kompozitne linije za kašnjenje osigurava varijabilno kašnjenje u rasponu od 0

do maksimalnih  $B = (N - 1) \times b = \sum_{i=0}^{n-1} 2^i \times b$ . Kompozitne linije za kašnjenje koje omogućavaju

varijabilno kašnjenje ostvarene su pomoću kombinacije optičkih komutatora 2:2 valno osjetljivih i običnih linija za kašnjenje, kao što je pokazano na slici 6-4(b). Zbog toga je optički spremnik s varijabilnom kašnjenjem kompleksniji i skuplji od izvedbe s fiksnim kašnjenjem. Zajednički elementi objema strukturama su ulazni stupanj 1:N optičkih komutatora, koji su nadalje spojeni s stupnjem multipleksera koji su vezani na kompozitne linije za kašnjenje. Nakon kompozitnih linija dolazni izlazni stupanj demultipleksera i optičkih komutatora N:1. Ovakvom arhitekturom je dozvoljeno da optički spremnik bude dijeljen od  $k$  valnih kanala, te je time postignuto da je efektivna (virtualna) veličina optičkog spremnika  $k \times N$  a ne  $N$ .

Također, moguća je i hibridna struktura optičkog spremnika (slika 6-5) u kojoj kompozitne linije za kašnjenje omogućavaju kašnjenje u rasponu od 0 do  $B = (N - 1) \times b$  s time da su iznosi kašnjenja koje pruža kompozitna linija drugačije definirani od strukture spremnika s varijabilnim kašnjenjem.



Slika 6-5 Hibridna struktura optičkog spremnika

### 6.1.3 Analiza performansi

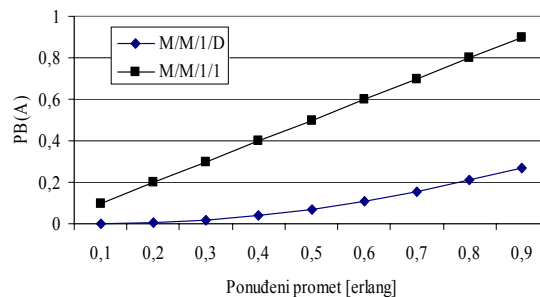
Očigledno je da će se uvođenjem optičkih spremnika performanse OBS mreže s obzirom na gubitak paketa poboljšati. Taj zaključak je moguće izvesti i iz analitičke analize. OBS mreža bez rješavanja sukoba može se opisati modelom M/M/1/1 sustava posluživanja (uz pretpostavku Poissonovog prometa u mreži), u kojem je vjerojatnost gubitka snopa jednaka:

$$P_B(A) = \begin{cases} A, & \text{ako je } A \leq 1, \\ 1, & \text{ako je } A > 1 \end{cases} \quad (6-2)$$

gdje je  $A$  ponuđeni promet po valnom kanalu. Ukoliko se koriste optički spremnici tada se OBS mreža može opisati M/M/1/D sustavom posluživanja, gdje vjerojatnost gubitka snopa iznosi:

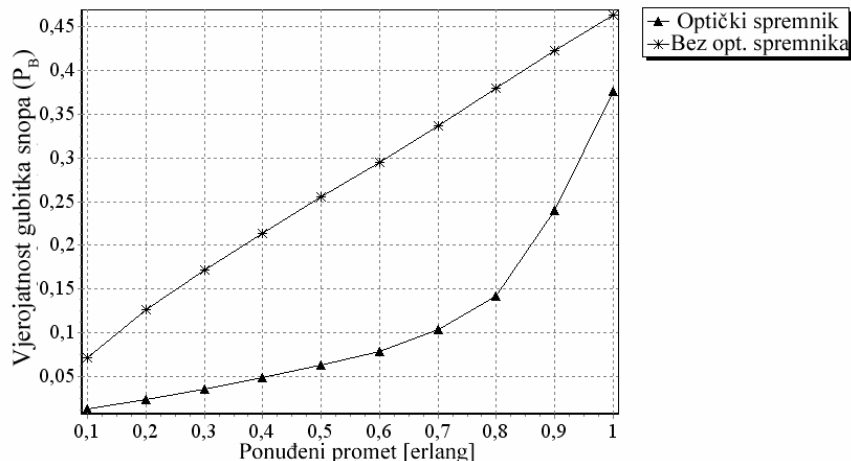
$$P_B(A) = \begin{cases} \frac{(1-A)A^{D+1}}{1-A^{D+1}}, & \text{ako je } A \leq 1 \\ \frac{1}{D+1}, & \text{ako je } A > 1 \end{cases} \quad (6-3)$$

gdje je  $D-1$  efektivna veličina optičkog spremnika. Na slici 6-30 je dana usporedba vjerojatnosti gubitka snopa za oba sustava gdje je vidljivo da se performanse mogu znatno poboljšati uvođenjem spremnika.



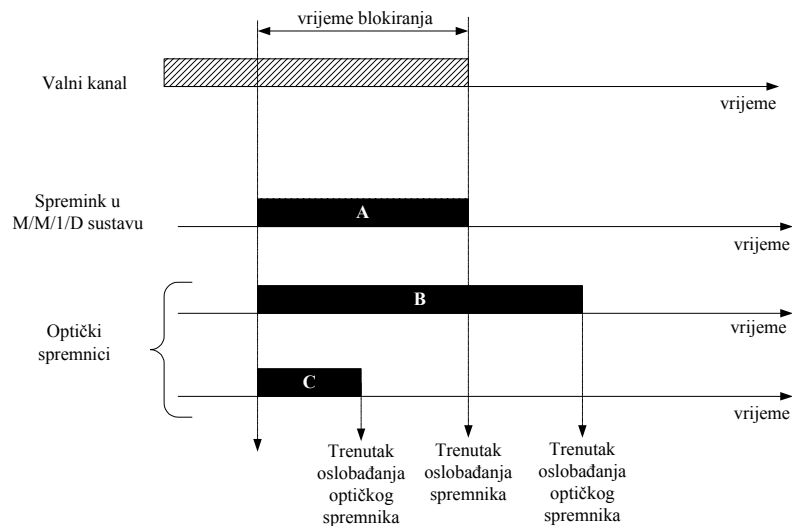
Slika 6-6 Usporedba vjerojatnosti gubitka snopa za M/M/1/1 i M/M/1/D sustav ( $D-1=2$ )

S ciljem verifikacije iznesene analitičke analize vjerojatnosti gubitka snopa, provedena je simulacija u test mreži za oba slučaja. Na slici 6-7 je pokazana vjerojatnost gubitka paketa, gdje je vidljivo da je ponašanje krivulja za slučaj mreže bez rješavanja sukoba i mreže s optičkim spremnicima približno isto kao i u analitičkoj analizi.



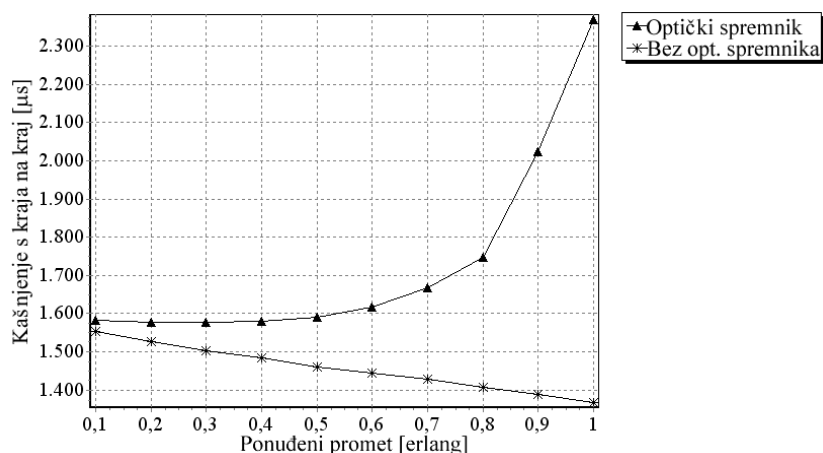
Slika 6-7 Vjerojatnost gubitka snopa za slučaj mreže s i bez optičkih spremnika

Razlika u konkretnim vrijednostima dolazi zbog činjenice da je u analitičkoj analizi promatran jedan čvor u mreži dok je u simulaciji promatrana čitava mreža. Druga činjenica koja može objasniti razliku u grafovima dobivenih u simulaciji od onih u analitičkoj analizi je ta da promet u OBS mreži nije Poissonov (premda su korišteni Poissonovi generatori paketa u pojedinim čvorovima mreže rezultanti promet nije Poissonov [48]) te da nije opravdano koristiti M/M/1/D model u opisu sustava. Treća činjenica je ta da spremnik u modelu M/M/1/D može spremi bilo koji snop bez obzira na duljinu vremena blokiranja dok optički spremnik neće prihvatiti snop ako je vrijeme blokiranja dulje od maksimalne vrijednosti  $B$ . Također, spremnik u M/M/1/D sustavu postaje slobodan nakon isteka vremena blokiranja dok optički spremnik postaje slobodan u trenutku ulaska repa snopa u spremnik. Komparacija vremena oslobađanja spremnika u M/M/1/D sustava i vremena oslobađanja optičkog spremnika je pokazana na slici 6-8, gdje je vidljivo da ukoliko je srednja duljina snopa dulja od srednje duljine vremena blokiranja tada će simulacija pokazati lošije rezultate od analitičkog proračuna (slučaj snopa B na slici 6-8). U protivnom će simulacijski rezultati biti bolji (slučaj snopa C na slici 6-8). Posljednje činjenica najbolje objašnjava razliku između simulacijskih i analitičkih rezultata.



Slika 6-8 Razlike između spremnika u M/M/1/D sustavu i optičkog spremnika

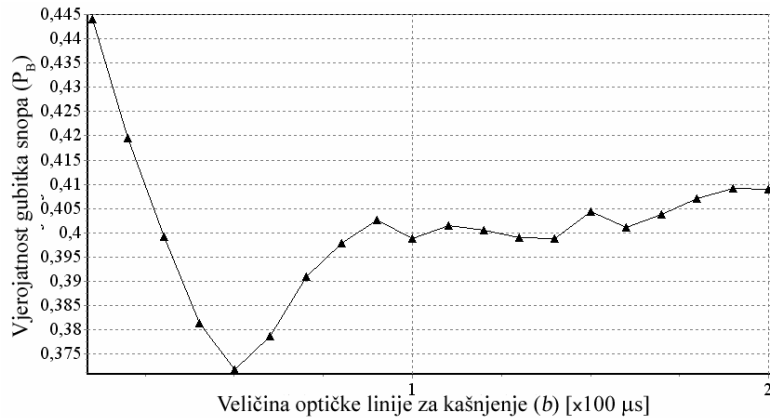
Drugi parametra koji je nužno promatrati je kašnjenje s kraja na kraj (*end-to-end delay*) koje je važan parametar u prijenosu prometa koji je vremenski kritičan. Na slici 6-9 su pokazana kašnjenja s kraja na kraj za oba slučaja mreže dobivena simulacijom.



Slika 6-9 Kašnjenje s kraja na kraj u mreži bez rješavanja sukoba i u mreži s optičkim spremnicima

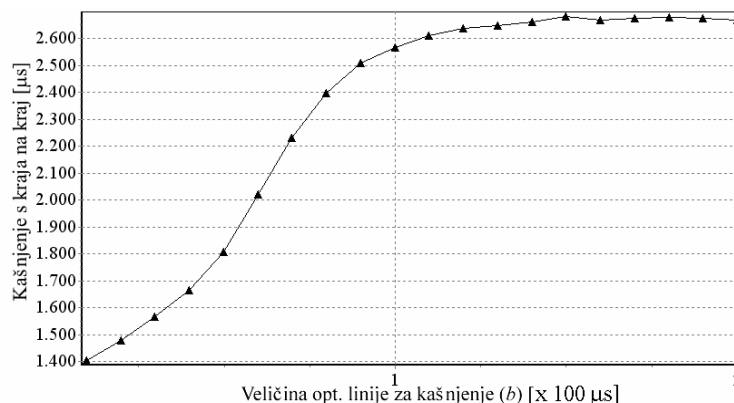
Očigledno je da kašnjenje s kraja na kraj u mreži s optičkim spremnicima raste s porastom prometnog opterećenja jer je sve veći broj sukoba koje doživljava snop na putu do odredišta koji bivaju riješeni pomoću optičkih spremnika. S druge strane, u mreži bez rješavanja sukoba kašnjenje s kraja na kraj opada (linearno) s porastom prometnog opterećenja jer snopovi čija su odredišta relativno daleko od izvorišta s malom vjerojatnošću bivaju uspješno transportirani.

Nadalje, u mreži s optičkim spremnicima korisno je promatrati kako se performanse mreže mijenjaju s obzirom na veličinu optičkog spremnika. Stoga, provedena je simulacija u mreži pod 70% opterećenjem za različite vrijednosti veličine optičke linije ( $b$ ) za kašnjenje te veličine spremnika ( $N$ ).



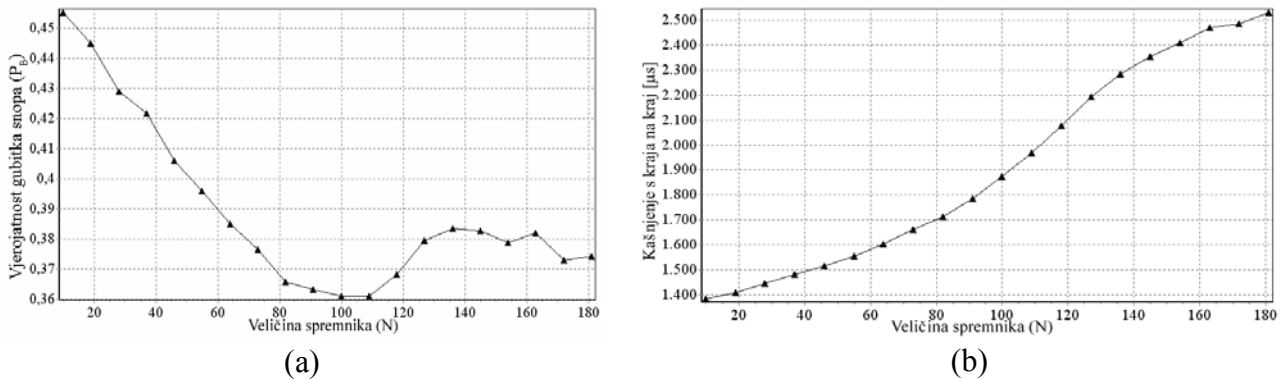
Slika 6-10 Promjena vjerojatnosti gubitka snopa u odnosu na veličinu optičke linije za kašnjenje

Na slici 6-10, koja pokazuje ovisnost vjerojatnosti gubitka snopa od veličine optičke linije za kašnjenje, je vidljivo da  $P_B$  opada do određene vrijednosti veličine linije (na slici 6-10 ta vrijednost je oko 40  $\mu$ s) na kojoj se postiže minimum. Nakon te vrijednosti  $P_B$  raste te nadalje postiže relativno konstantnu vrijednost. Parametar koji diktira izgled krivulje je duljina snopa. Kako se veličina optičke linije za kašnjenje povećava, povećava se i ukupno kašnjenje koje se može postići optičkim spremnikom, a time i vjerojatnost uspješnog rješavanja sukoba postaje veća. Kada veličina optičkog spremnika postaje reda veličine kao i duljina snopa, dobivaju se optimalni rezultati u pogledu na iskorištenje mrežnih resursa. Kako se veličina optičke linije za kašnjenje povećava to se stvaraju sve veće neiskorištene praznine u optičkim kanalima vjerojatnost gubitka snopa se povećava. Nakon određene vrijednosti duljine optičke linije za kašnjenje mreža se počinje ponašati kao da nema optičkih spremnika (time je objašnjena tendencija krivulje na slici 6-10 ka konstantnoj vrijednosti). Na slici 6-11 je pokazano kašnjenje s kraja na kraj u ovisnosti o veličini linije za kašnjenje gdje je vidljiv fenomen prethodno opisan tj. nakon određenog vrijednosti kašnjenje s kraja na kraj postaje konstantno.



Slika 6-11 Ovisnost kašnjenja s kraja na kraj o veličini optičke linije za kašnjenje

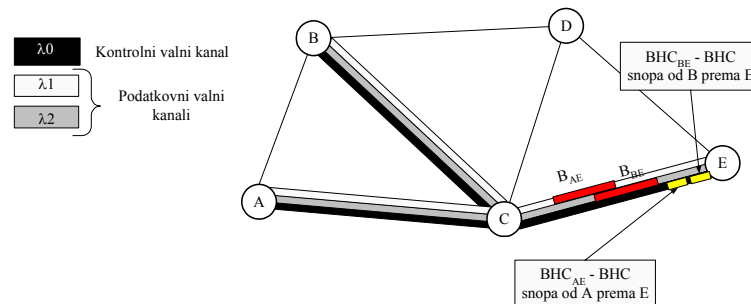
Ukoliko se veličina optičke linije za kašnjenje drži konstantnom a veličina spremnika mijenja, vjerojatnost gubitka snopa ima slično ponašanje kao u slučaju variranja veličine optičke linije za kašnjenje (slika 6-12).



Slika 6-12  $P_B$  (a) i kašnjenje s kraja na kraj (b) u ovisnosti od veličine optičkog spremnika (N)

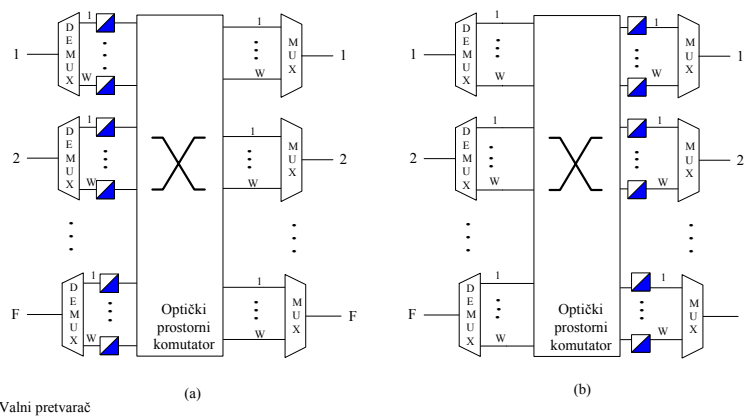
## 6.2 Primjena valne konverzije

U ovom mehanizmu rješavanja pojave sukoba sukobljeni snop se konvertira na slobodnu valnu duljinu na izlaznom linku, kao što je pokazano na slici 6-13 koja je rješenje sukoba sa slike 6-1. Sukobljeni snop  $B_{AE}$  se konvertira na slobodnu valnu duljinu  $\lambda_1$  na izlaznom linku C-E.



Slika 6-13 Rješavanje sukoba valnom konverzijom

Kao i u slučaju optičkih spremnika potrebna je promjena arhitekture jezgrenog usmjeritelja tj. komutatora snopova kako bi bilo moguće provesti konverziju valnih duljina. Na slici 6-14 su pokazana moguća rješenja, gdje je rješenju (a) stupanj konvertera postavljen na ulazu u komutator snopova, odmah nakon demulitpleksera, dok je u rješenju (b) on postavljen na izlazu, prije izlaznih valnih mulitpleksera.



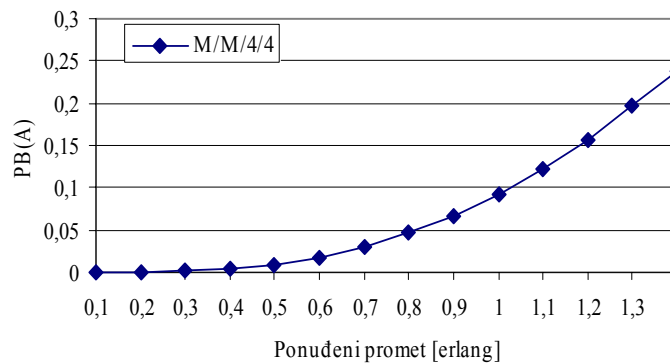
Slika 6-14 Struktura komutatora snopova s valnom konverterima

## 6.2.1 Analiza performansi

Kao i slučaju optičkih spremnika, OBS mrežu s valnim konverterima je moguće opisati s nekim od modela sustava posluživanja. Konkretno, u ovom slučaju najbolje odgovara model  $M/M/k/k$ , jer je uvođenjem valnih konvertera povećan broj poslužitelja na  $k$ , gdje je  $k$  broj valnih duljina raspoloživih na optičkom linku (koje mogu biti raspodijeljene na više optičkih vlakana ali taj slučaj neće biti dodatno razmatran). Vjerojatnost gubitka snopa se može dobiti pomoću Erlang-B formule:

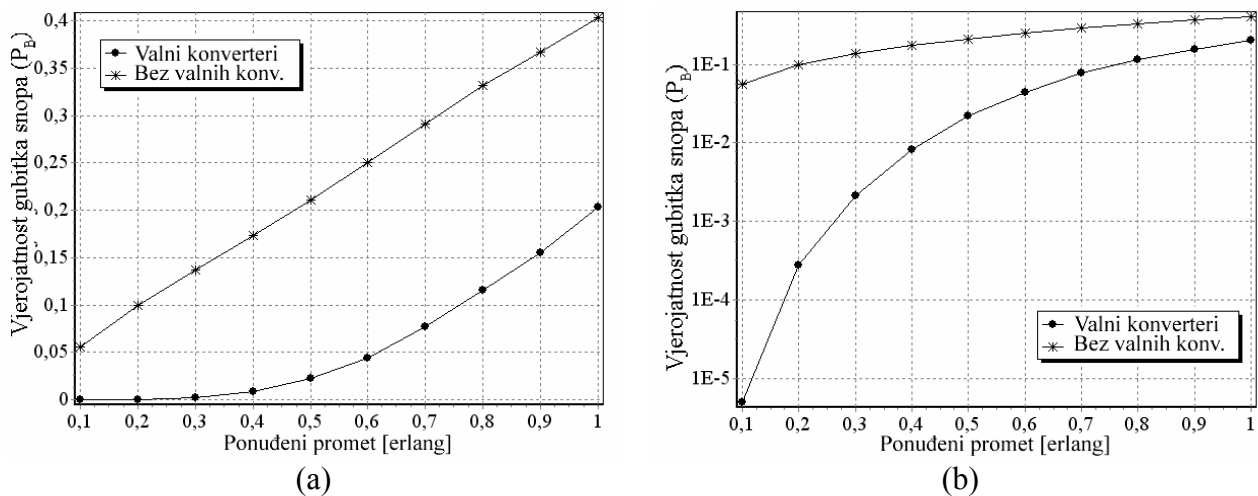
$$P_B(k, A) = \frac{A^k / k!}{\sum_{i=0}^k A^i / i!}, \quad (6-4)$$

gdje je  $A$  ponuđeni promet na optičkom linku. Na slici 6-15 je pokazana krivulja (6-4) za različite vrijednosti ponuđenog prometa u slučaju kada se koristi vlakno s 4 ( $k=4$ ) valne duljine.



Slika 6-15 Vjerojatnost gubitka snopa u  $M/M/4/4$  modelu sustava posluživanja

Također, radi verifikacije pretpostavljenog modela za opis vjerojatnosti gubitaka snopa u OBS mreži u kojoj se sukobi rješavaju valnom konverzijom, provedena je simulacija nad testnom mrežom gdje je broj valnih duljina po vlaknu bio 4. Na slici 6-16 su pokazane  $P_B$  za mrežu bez i sa valnom konverzijom.

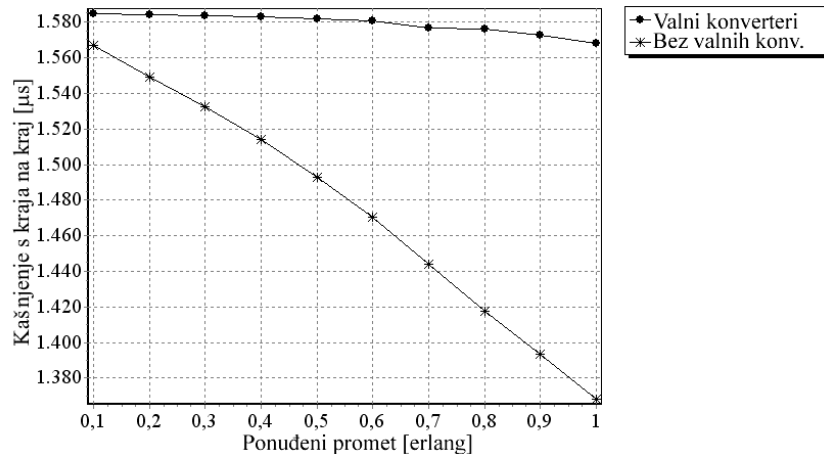


Slika 6-16  $P_B$  za mrežu sa i bez valnih konvertera u normalnoj (a) i logaritamskoj (b) skali



Iz rezultata simulacije je vidljivo da je moguće sustav opisati predloženim modelom. Također je vidljivo da su performanse s obzirom na  $P_B$  znatno poboljšane, naročito u području malih prometnih opterećenja.

Drugi parametar promatran u simulaciji je kašnjenje s kraja na kraj, prikazanog na slici 6-17, gdje je vidljivo da se krivulja kašnjenja ponaša sukladno krivulji gubitaka tj. kašnjenje s kraja na kraj daleko sporije opada od krivulje kašnjenja za slučaj mreže bez valnih konvertera.

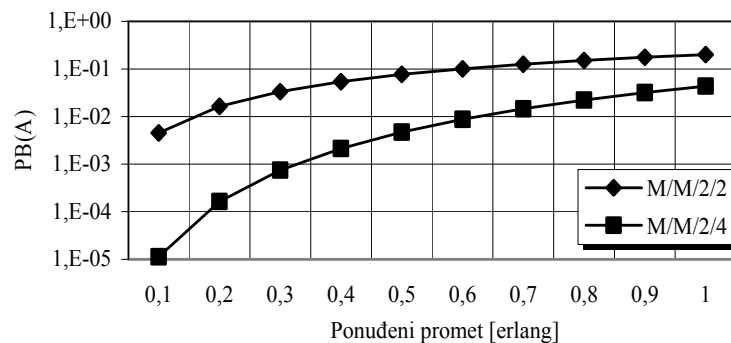


Slika 6-17 Kašnjenje s kraja na kraj u mreži s i bez valnih konvertera

Zanimljivo je promotriti ponašanje mreže ako se koristi kombinacija valnih konvertera i optičkih spremnika u rješavanju sukoba. U tom slučaju OBS mreža se može opisati M/M/k/D sustavom posluživanja, za koji je vjerojatnost gubitka snopa jednaka:

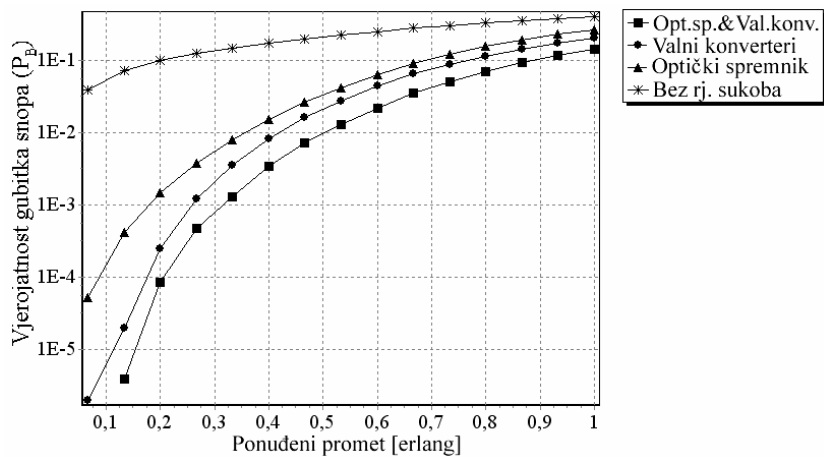
$$P_B(A, k, D) = \frac{A^D}{k^{D-k} \cdot k!} \cdot \left( \sum_{n=0}^{k-1} \frac{A^n}{n!} + \sum_{n=k}^D \frac{A^n}{k^{n-k} k!} \right)^{-1}, \quad (6-5)$$

gdje je  $D = k + d$  tj. suma raspoloživih valnih kanala  $k$  i efektivne veličine optičkog spremnika  $d$ . Za ovaj model vjerojatnost gubitka snopa je znatno smanjena od M/M/k/k modela jer je efektivna veličina spremnika najmanje jednaka broju valnih kanala (u slučaju kada je spremnik građen od 1 linije za kašnjenje) te je u tom slučaju je  $D = 2k$  (slika 6-18).



Slika 6-18  $P_B$  u M/M/2/2 i M/M/2/4 modelu sustava posluživanja

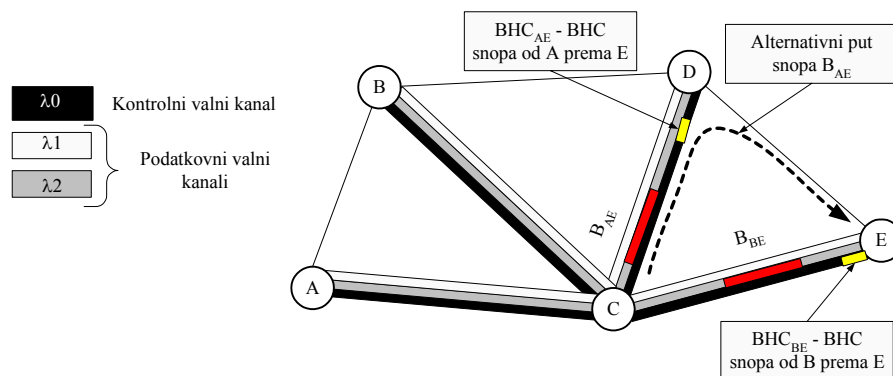
Simulacijski rezultati (slika 6-19) također pokazuju dodatno poboljšanje vjerojatnosti gubitka snopa ali u manjim razmjerima zbog spomenutih razloga između spremnika u M/M/k/D modelu sustava i optičkih spremnika.



Slika 6-19  $P_B$  u OBS mreži za različite metode rješavanja sukoba

### 6.3 Otklonsko usmjeravanje

Kako samo ime govori, u ovoj metodi rješavanja sukoba sukobljeni snop se usmjerava na alternativni put u čvoru u kojem se desio sukob. Rješenje sukoba sa slike 6-1 ovom metodom je pokazano na slici 6-20.



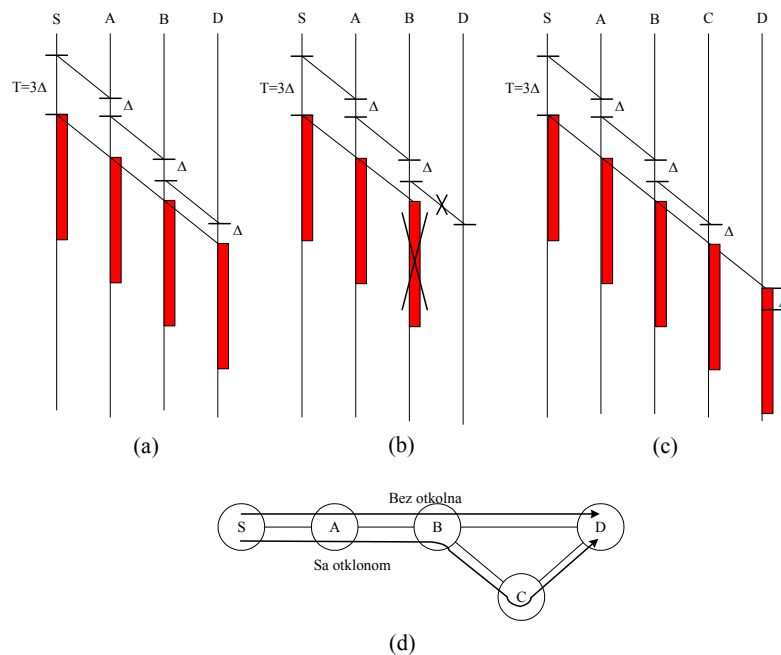
Slika 6-20 Rješenje sukoba pomoću otklonskog usmjeravanja

Snop  $B_{AE}$  je skrenut (*deflected*) s primarnog puta u čvoru  $C$  prema čvoru  $D$ . Čvor  $D$  na osnovu tablice usmjeravanja, se prosljeđuje snop  $B_{AE}$  prema konačnom odredištu, tj. čvoru  $E$ . To je osnovni princip rada otklonskog (*deflection*) usmjeravanja. Tu je vidljiv problem ovog mehanizma rješavanja spora. Budući da se snop skreće s prvobitno određenog puta, kontrolni paket tog snopa doživljava dodatno kašnjenje što je različito od predviđenog kašnjenja pomoću kojeg je određeno vrijeme odmaka snopa. U tom slučaju je moguća situacija da snop stigne u jezgri usmjeritelj prije završetka obrade njegovog kontrolnog paketa odnosno prije postavljanja komutatora u odgovarajući položaj. Stoga je potrebno definiranje dodatnog vremena odmaka (*extra offset time*) koje će spriječiti prijevremeni susret snopa s svojim kontrolnim paketom. Neki od načina definiranja dodatnog vremena odmaka su opisani u sljedećem poglavlju.

#### 6.3.1 Implementacija otklonskog usmjeravanja

Kao što je rečeno, u implementaciji otklonskog usmjeravanja potrebno je uvođenje dodatnog vremena odmaka kako ne bi došlo do preranog susreta kontrolnog paketa i snopa. Na slici 6-21

(d) je prikazan slučaj pojave otklonskog usmjeravanja za snop koji se šalje od čvora S prema čvoru D.



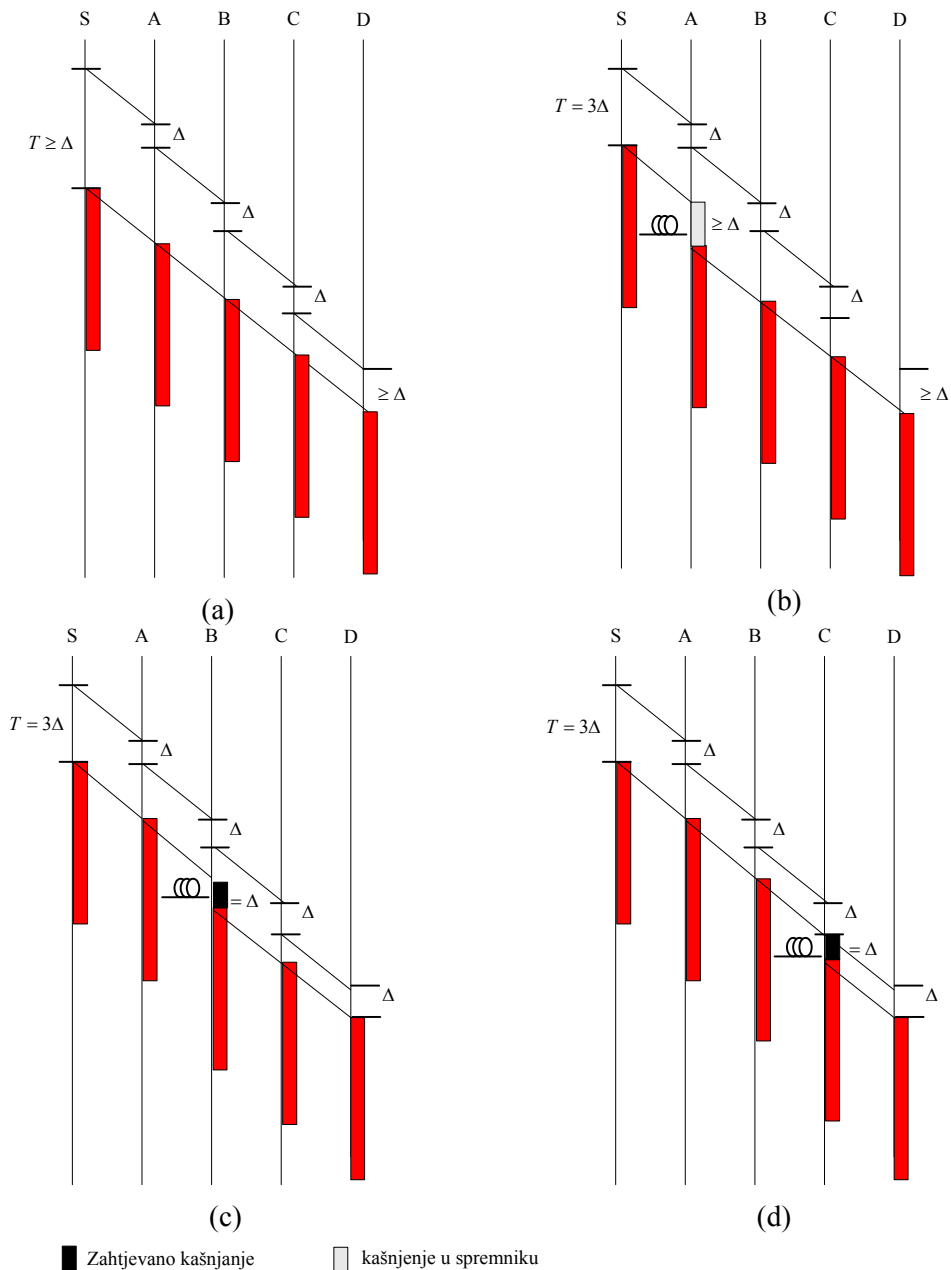
Slika 6-21 Moguće situacije kod slanja snopa između čvorova S i D

Za sve snopove koji se šalju između čvorova S i D, potrebno je postaviti vrijeme odmaka na  $T=3 \times \Delta$ , gdje je  $\Delta$  procesirajuće kašnjenje, jer se na putu do čvora D prolaze dva čvora, A i B. U slučaju (a) na slici 6-21, snop je stigao na odredište u trenutku završetka konfiguriranja optičkih komutatora snopova unutar čvora D. U slučaju (b), kontrolni paket nije uspio rezervirati kanal na linku između čvorova B i D te se snop blokira tj. odbacuje. Slučaj (c) pokazuje situaciju kad je zbog nemogućnosti rezervacije kanala na linku između čvorova B i D snop skrenut prema čvoru C (naravno, prethodno je rezerviran kanal na linku B i C). Zbog toga što je vrijeme odmaka postavljeno na  $3\Delta$ , snop stiže u čvor D prije završetka procesiranja kontrolnog paketa te je izgubljen. Kako bi se izbjegla situacija (c) na slici 6-21, vrijeme odmaka se povećava. Mogući scenariji povećavanja vremena odmaka su prikazani na slici 6-22.

Scenariji su sljedeći:

*Scenarij (a) – dodatno vrijeme odmaka uneseno u izvorišnom čvoru*

Ako se na samom početku (u izvorišnom čvoru) definira vrijeme odmaka kao  $T \geq \Delta \times (H + h)$ , gdje je  $H$  broj skokova na primarnom putu a  $h$  dodatni broj skokova koji potiču od skretanja usmjeravanja, onda bi snop uspješno došao na odredište i u slučaju pojave skretanja snopa na alternativni put. Nedostatak ovog scenarija je to što je teško na početku odrediti dodatno vrijeme odmaka ( $h=?$ ). Ako bi se, pak, dodatno vrijeme odmaka definiralo dosta veliko, onda bi došlo do prioritizacije snopova kao što je to objašnjeno u dijelu koji govori o uvođenju kvalitete usluge u OBS mrežu preko JET signalizacijskog protokola. S druge strane, ovaj scenarij ima prednost u tome što nije potrebna uporaba optičkih spremnika za razliku od ostalih scenarija gdje je uporaba optičkih spremnika nužna.



Slika 6-22 Scenariji uvođenja dodatnog vremena odmaka za otklonsko usmjeravanje

*Scenarij (b) – kašnjenje uneseno u prethodnim čvorovima*

U ovom scenariju snop je zadržan prije dolaska u "sporni" čvor (čvor u kojem se dešava otklanjanje snopa). Na slici 6-22 (b) snop je zadržan u čvoru A za vrijeme veće od  $\Delta$ .

*Scenarij (c) – kašnjenje uneseno u spornom čvoru*

Ukoliko se snop ne zadrži prije dolaska u sporni čvor, onda ga je potrebno zadržati u spornom čvoru. Ukoliko se koristi struktura BS s dijeljenim FDL spremnikom po portu (slika 6-3(a)), snop se šalje u FDL spremnik na portu prema čvoru C. Ako se koristi arhitektura koja upotrebljava FDL spremnik koji je dijeljen po čvoru (slika 6-3(b)), ovaj scenarij nije moguće izvesti, jer se FDL spremnik dijeli između svih izlaznih portova.

### Scenarij (d) – kašnjenje uneseno u sljedećem čvoru

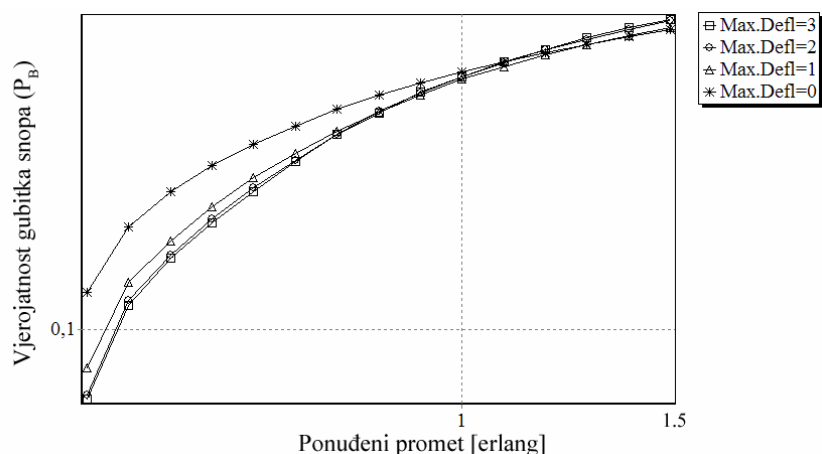
Budući da postoji barem jedan čvor između spornog čvora i odredišnog čvora na sekundarnom putu (rezultat otklonskog usmjeravanja), dodatno kašnjenje može biti unošeno u nekom od tih čvorova. Ovaj scenarij je moguć za obje arhitekture komutatora snopova prikazanih na slici 6-3.

### 6.3.2 Analiza performansi

Ponašanje OBS mreže u slučaju otklonskog usmjeravanja neće biti analizirano pomoću analitičkih već samo simulacijskih metoda.

U simulaciji je korišten scenarij (a) u definiranju dodatnog vremena odmaka tj. scenarij koji ne zahtijeva uporabu optičkih spremnika. Simulacija je provedena u testnoj mreži za više slučajeva maksimalnog broja otklona (*Max.Defl*) koje smije doživjeti snop na putu do odredišta. Dodatno vrijeme odmaka je za sve snopove bilo definirano isto i iznosilo je  $3\Delta$  te je time izbjegnuta prioritizacija snopova. Alternativa toj varijanti definiranja dodanog vremena zasnivala bi se na analizi tablica usmjeravanja tj. duljina alternativnih putova ali to bi vodilo do prioritizaciji bi jer neki snopovi imali veće a neki manje dodatno vrijeme odmaka.

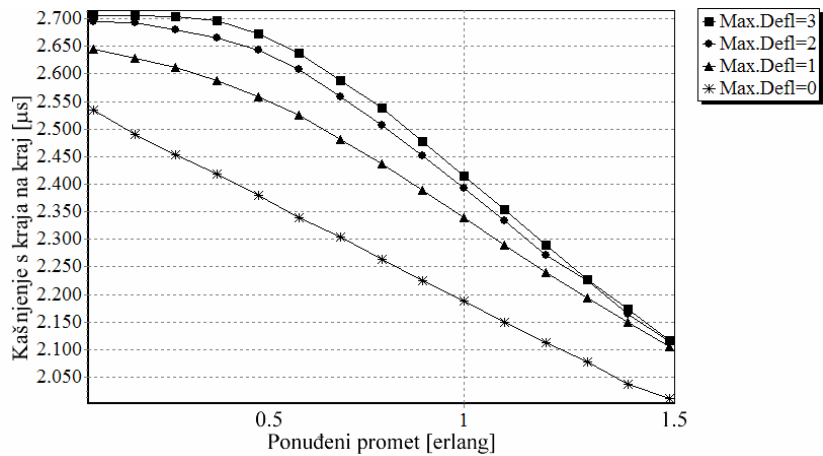
Na slici 6-23 je prikazana vjerojatnost gubitka snopa u ovisnosti opterećenja za četiri varijante maksimalnog broja otklona koje snop smije doživjeti na putu. Vidljivo je da otklonsko usmjeravanje jedino pokazuje dobre performanse kad je opterećenje mreže relativno malo. Pod većim opterećenjem čak pokazuje lošije performanse od slučaja bez otklonskog usmjeravanja (*Max.Defl* = 0). Takvo ponašanje je razumljivo jer otklonsko usmjeravanje u principu mrežne resurse koristi kao spremnike. Ukoliko je prometno opterećenje mreže malo dosta kapaciteta je neiskorišteno te otklonsko usmjeravanje to efikasno koristiti u rješavanju sukoba. Međutim, kada je opterećenje mreže relativno veliko, tada otklonsko usmjeravanje dodatno opterećuje mrežu te mreža nije u stanju prenijeti nove snopove. Ukoliko se ne bi ograničio broj otklona koje smije doživjeti snop, došlo bi do totalnog kolapsa mreže. Na slici je još vidljivo da povećavanje maksimalnog broja otklona ne povećava performanse a za veće opterećenje se performanse još više pogoršavaju. To je razumljivo jer se mreža više opterećuje otklonjenim prometom. Mijenjanjem parametra *Max.Defl*. moguće uvidjeti njegovu optimalnu vrijednost za pojedinu mrežu (za simuliranu mrežu njegova vrijednost je *Max.Defl*. = 3).



Slika 6-23 Vjerojatnost gubitka snopa u ovisnosti o opterećenju za različite iznose maksimalnog broja otklona

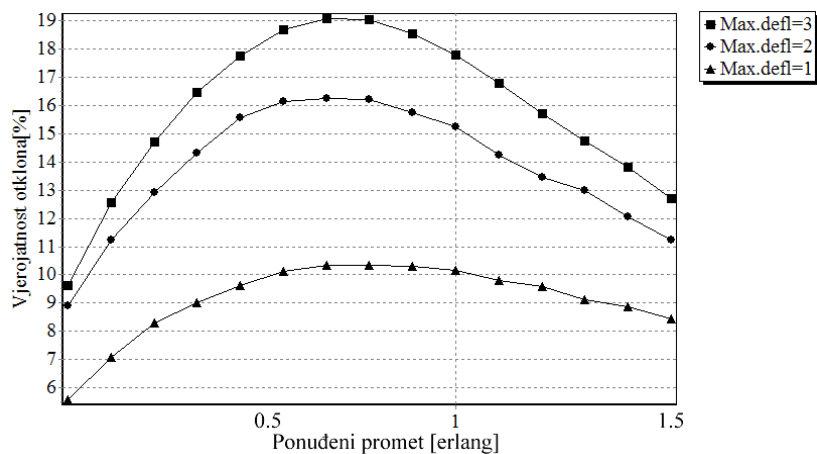
Ponašanje krivulje kašnjenja s kraja na kraj prikazane na slici 6-24 sukladno je ponašanju krivulje vjerojatnosti gubitka snopa. U području malih opterećenja kašnjenje s kraja na kraj za slučaj *Max.Defl*. = 3 je relativno konstantno tj. većina snopova stigne do odredišta bilo primarnim

bilo alternativnim putovima. S druge strane, zbog otklona kašnjenje s kraja na kraj je relativno veliko u usporedbi s kašnjenjem bez mogućnosti otklona. Kako se opterećenje povećava krivulja kašnjenja počinje opadati tj. ponašati se kao krivulja kašnjenja bez otklonskog usmjeravanja jer sve manji broj snopova čije su odredišta relativno daleko bivaju uspješno transportirana.



Slika 6-24 Kašnjenje s kraja na kraj u ovisnosti o opterećenju za različite iznose maksimalnog broja otklona

Nadalje, još jedan parametra opisuje ponašanje mreže s otklonskom usmjeravanjem. To je parametar vjerojatnosti pojave otklona koji je prikazan na slici 6-25. Vjerojatnost pojave otklona raste u području malih opterećenja mreže tj. kada je mreža u stanju podnijeti otklonjeni promet kojeg je i relativno malo. Kako prometno opterećenje raste, vjerojatnost otklona doživljava svoju maksimalnu vrijednost te nakon toga počinje opadati. To znači da je u jednom trenutku postignuto potpuno iskorištenje mrežnih resursa te nakon toga mreža sve manje uspijeva transportirati i otklonjeni promet (krivulja vjerojatnosti pojave otklona pada).

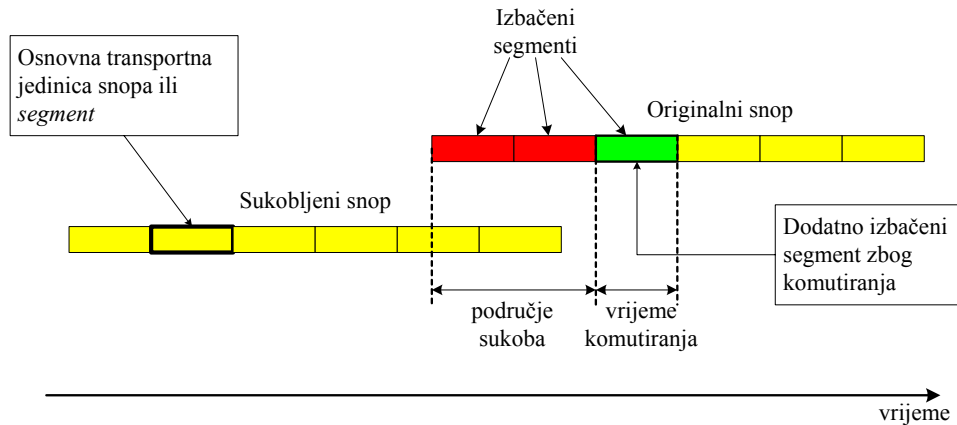


Slika 6-25 Vjerojatnost pojave otklona u ovisnosti o opterećenju za različite iznose maksimalnog broja otklona

Usporedba otklonskog usmjeravanja s prethodnim metoda rješavanja sukoba nije potrebna jer otklonsko usmjeravanje pokazuje lošije performanse od prethodnih rješenja (zbog činjenice da otklonsko usmjeravanje pojavu sukoba rješava na način da koristi mrežne resurse kao spremnike snopova).

## 6.4 Segmentiranje snopova

Prethodni načini rješavanja pojave sukoba uglavnom su ostvareni uz pomoć dodatnih konstrukcijskih elemenata unutar jezgrenog usmjeritelja odnosno komutatora snopova (konkretno se misli na valne konvertere i optičke spremnike). Ukoliko takva struktura nije izvediva, pojava sukoba rezultirala bi gubitkom snopa. Kako obično snopovi sadržavaju veliki broj paketa, javila se ideja u kojoj u slučaju sukoba ne bi došlo do izbacivanja cijelog snopa već samo jednog njegovog dijela. Ta ideja je prikazana na slici 6-26.



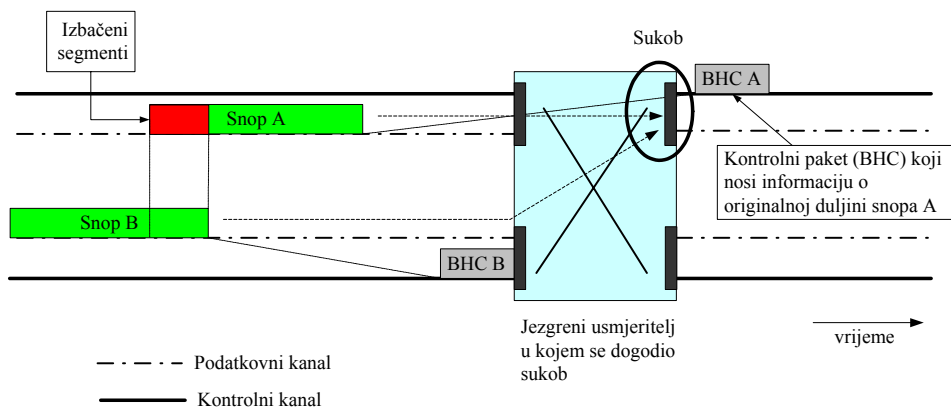
Slika 6-26 Selektivno izbacivanje segmenata snopa u slučaju pojave sukoba

Za svaki snop su prije slanja u mrežu definirane točke dijeljena snopa u slučaju sukoba. Dio snopa između dvije točke naziva se segment. Svaki segment može sadržavati jedan paket ili više njih. Na slici 6-26 su snopovi prikazani kao kompozicije segmenata te je lako vidjeti koncept funkcioniranja predložene ideje. Snopu, koji je već bio raspoređen (originalni snop na slici 6-26), izbacuje se onoliko segmenata koliko je potrebno da se oslobodi prostor za novi snop (sukobljeni snop na slici 6-26) (ukoliko vrijeme komutiranja nije zanemarivo, tada dolazi do izbacivanja dodatnih segmenata zbog toga što je potrebno neko vrijeme da se snop preusmjeri na alternativni port).

### 6.4.1 Tehnike izbacivanja segmenata

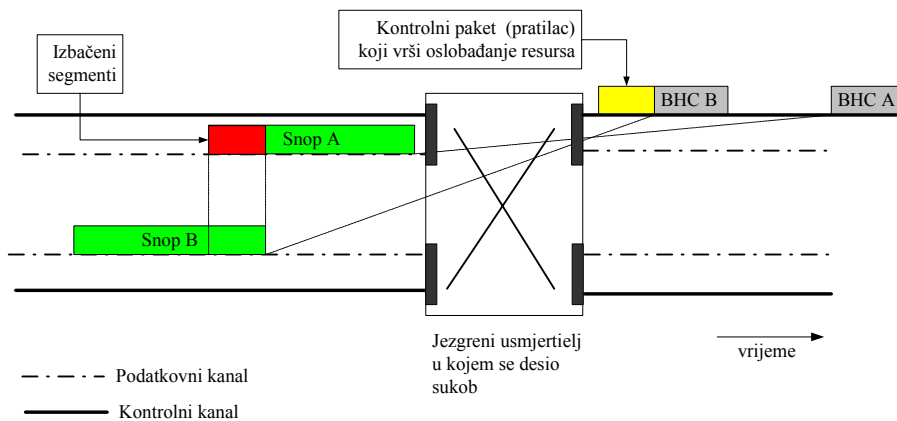
U procesu segmentiranja snopova i njihovog izbacivanja postoje određene varijacije. One se odnose na izbor snopa koji će biti segmentiran. Na slici 6-26 koristi se pristup izbacivanja repa originalnog snopa tj. snopa koji je prije došao u komutator dok novi (sukobljeni) snop ostaje netaknut. Drugi pristup, pak, ostavlja originalni snop netaknutim a segmentira sukobljeni snop. Obje varijante imaju pozitivne i negativne karakteristike.

Činjenica da u slučaju gubitka dijela snopa dolazi do ponovnog slanja izgubljenih paketa (retransmisiju mogu inicirati viši protokolni slojevi), varijanta izbacivanja krajnjih dijelova snopa čini se prihvatljivijom jer u tom slučaju ne postoji mogućnost nepravilnog dolaska paketa na odredište, što je moguć slučaj u varijanti izbacivanja početnih segmenata snopa. Međutim, varijanta izbacivanja kraja snopa ima lošu stranu. Naime, kontrolni paket koji rezervira mrežne resurse za originalni snop nije svjestan segmentiranja snopa jer je on ranije obavio rezervaciju mrežnih resursa za snop u čvoru u kojem se dogodio sukob.



Slika 6-27 Varijanta izbacivanja krajnjih segmenata snopa

Kontrolni paket segmentiranog snopa BHC A će nastaviti rezervaciju mrežnih resursa potrebnih za prijenos čitavog snopa na putu prema odredištu te će se time doći do nepotrebnog gubitka kapaciteta i povećanja gubitka paketa. Ukoliko se u rezerviranju mrežnih resursa koriste algoritmi koji u procesu alokacije promatraju samo horizontska vremena kanala (HS, LAUC, FFUC,...) tada problem bespotrebnog zauzeća resursa nije bitan jer će se uvijek kod pojave sukoba izbacivati rep snopa, koji je možda već ranije bio odbačen. Međutim, ukoliko se koriste algoritmi alokacije resursa koji popunjavaju praznine (LAUC-VF, FFUC-VF, ...) ili ako se varijante izbacivanja segmenata snopova mijenjaju (npr. u verziji koja podržava CoS) tada je potrebno uvođenje dodatnog mehanizma koji bi spriječio dodatni gubitak paketa. Jedno od rješenja bi bilo uvođenje novog kontrolnog paketa koji bi imao ulogu oslobađanja dijela kapaciteta za one segmente koji su izbačeni u procesu rješavanja sukoba a zauzeti su zbog neznanja BHC-a o nastanku segmentacije. To rješenje je pokazano na slici 6-28 gdje je vidljivo da je kreiran kontrolni paket (pratilac) koji slijedi put kontrolnog paketa BHC A i oslobađa dio resursa u veličini izbačenog segmenta u snopu A.



Slika 6-28 Generiranje kontrolnog paketa-pratioca

U varijanti izbacivanja početnog segmenata sukobljenog snopa nije potreban prethodno opisan mehanizam jer je sukob ustanovljen prilikom obrade kontrolnog paketa sukobljenog snopa te su u njemu automatski ažurirane informacije o duljini snopa. Međutim, ova metoda nije dobra jer je vrlo vjerojatno da će paketi koji budu ponovno slani, a pripadali su početku snopa, stići na odredište poslije paketa koji su ostali u snopu nakon procesa segmentacije.

Nije nužno striktno korištenje jedne od opisanih varijanti izbacivanja segmenata. Postoje i varijante koje kombiniraju oba pristupa. Jedna od njih je uspoređivanje duljine segmenata koji moraju biti izbačeni u originalnom snopu i totalne duljine sukobljenog snopa. Sukobljeni snop



biva izbačen jedino kada je njegova duljina manja od duljine segmenata koji bi se trebali izbaciti u originalnom snopu. U protivnom se izbacuju krajnji segmenti originalnog snopa. Ova varijanta smanjuje vjerojatnost da će manji snopovi uzrokovati gubljenje segmenata većih snopova u slučaju pojave sukoba.

Ukratko, mehanizmi odabiranja snopova za segmentaciju mogu biti podijeljeni u sljedeće skupine:

- *Varijanta izbacivanja sukobljenog snopa*

Čitav sukobljeni snop se izbacuje.

- *Varijanta segmentiranja i izbacivanja snopa*

Uspoređivanje duljina repa originalnog snopa i duljine sukobljenog snopa te izbacivanja sukobljenog snopa ukoliko je njegova duljina manja od duljine repa (segmenata koji bi trebali biti izbačeni u originalnom snopu). U protivnom se izbacuje rep originalnog snopa.

- *Varijanta izbacivanja repa originalnog snopa*

Sukobljeni snop ostaje nataknut i izbacuje se rep originalnog snopa.

Pored opisa načina funkcioniranja mehanizma segmentiranja snopova potrebno je navesti i probleme koji se javljaju u ovoj metodologiji rješavanja sukoba:

- *Vrijeme komutiranja.*

U uvodu je spomenuto da ova je tehnika pogodna u slučaju nemogućnosti uvođenja optičkih spremnika ili valnih konvertera. Budući da u takvom sustavu nije moguće spremanje snopova, vrijeme komutiranja direktno utječe na broj izbačenih segmenata odnosno paketa. Komutatoru je potrebno određeno vrijeme za promjenu stanja povezanosti te da bi se osiguralo pravovremeno postavljanje komutatora u stanje za prijenos sukobljenog snopa, potrebno je od originalnog snopa odrezati dodatni dio koji je jednak tom vremenskom intervalu (slika 6-26). Kako bi se smanjio gubitak paketa, potrebno u mehanizme usporedbe duljina snopova uključiti i dio koji se gubi zbog vremena komutiranja.

- *Detekcija segmenata.*

Jasno je da je potrebno realizirati određeni mehanizam koji će vršiti segmentiranje snopova. Postavlja se pitanje da li je to nužno ostvariti u optičkoj domeni, jer snopovi na svom putu u mreži ostaju potpuno u optičkom području ili je pak moguće drugo rješenje. Implementacija u optičkoj domeni bi vodila uvođenju dodatnih optičkih detekcijskih mehanizama koji pak nisu dovoljno razvijeni a i to bi bilo suprotno smislu optičke komutacije snopova (OBS). Stoga, rješenje problema je prebačeno u rubne usmjeritelje, u kojima se na kraju transportnog procesa snop ponovno vraća u električku domenu (rubni usmjeritelj na izvorištu ga je pretvorio iz električke u optičku domenu). Tada je pomoću raznih mehanizama moguće detektirati greške i gubitke u segmentima snopa (ukoliko se kao podatkovni protokol koristi Ethernet tada je pomoću *CRC-Cyclic Redundancy Check* polja unutar zaglavlja paketa moguće detektirati oštećenje tj. gubitak paketa koji su nastali u procesu segmentacije).

- *Kreiranje kontrolnog paketa pratioca*

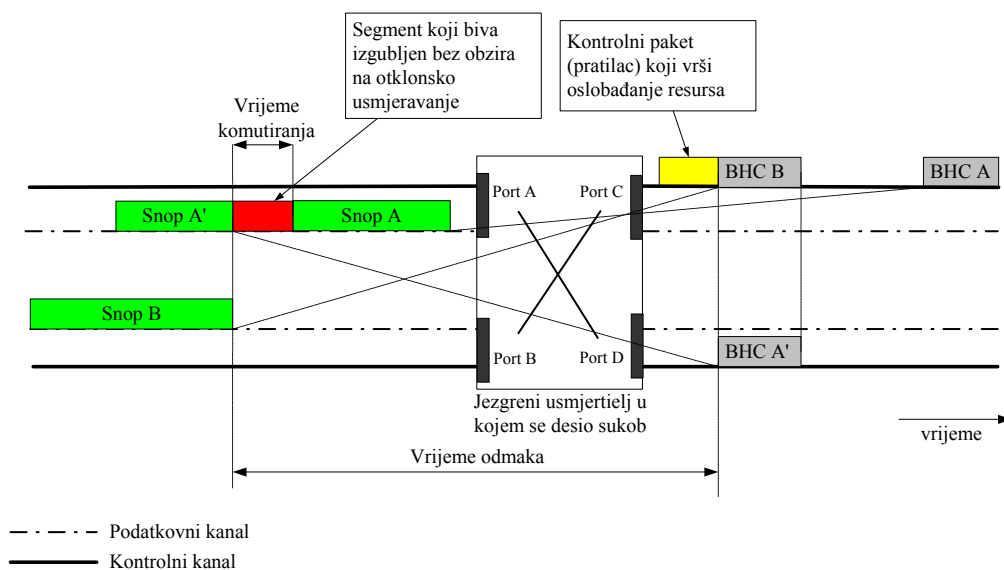
Kreiranje dodatnih kontrolnih paketa pratioca predstavljaju dodatni probleme u metodi segmentacije snopova. Prvi problem je dodatno opterećivanje kontrolnih procesirajući

dijelova jezgrenih usmjertelja što može voditi velikoj degradaciji sveukupnih performansi OBS mreže s JET signalizacijskim protokolom jer definiranje vremena odmaka postaje složeno. Drugi problem predstavlja vrijeme koje je potrebno za kreiranje kontrolnog paketa pratioca te predstavlja mora biti kreiran elektronički.

### 6.4.2 Segmentiranje snopova uz otklonsko usmjeravanje

Kako bi se poboljšale performanse mehanizma segmentiranja snopova, u sam proces rješavanja sukoba je ubačeno i otklonsko usmjeravanje. Snop odnosno segmenti snopa se ne izbacuju (gube) nego se usmjeravaju na alternativni put (princip otklonskog usmjeravanja). Implementacija ovakvog kombiniranog mehanizma povećava vjerojatnost uspješnog prijenosa snopova do konačnih odredišta a time poboljšava performanse same mreže. S druge strane, ovo rješenje donosi potencijalni problem stvaranja petlji u kojem bi mogao naći snop u procesu otklanja ili pojave višestrukog otklanjanja snopova što bi vodilo lošem iskorištenju mrežnih resursa. Međutim, to su problemi inherentni otklonskom usmjeravanju i oni mogu biti jednostavno riješeni uvođenjem mehanizma brojača koji određuje maksimalni broj otklona koje smije doživjeti snop.

Primjer rada ovog kombiniranog mehanizma je dan na slici 6-29. Kontrolni paket A u trenutku dolaska u jezgri usmjertelj na ulazni port 1 se uspješno procesira i prosljeđuje na izlani port 3. Njegov put slijedi i njegov snop A, tj. u trenutku njegovog dolaska komutator se postavlja u položaj tako da se snop prosljeđuje iz ulaznog porta 1 na izlazni port 3. U međuvremenu (između završetka procesiranja kontrolnog paketa A i dolaska snopa A u usmjertelj) u jezgri usmjertelj dolazni kontrolni paket B čiji snop mora biti prosljeđen na isti izlazni port kao i snop A (port 3). Međutim, prilikom procesiranja kontrolnog paketa B ustanovljava se sukob s snopom A i nužna je segmentacija. Usporedbom duljine kraja snopa A i duljine čitavog snopa B, odabire se opcija izbacivanja kraja originalnog snopa, tj. snopa A. Ali, budući da je uvedeno otklonsko usmjeravanje, rep snopa A se ne izbacuje, već se za njega pronalazi alternativni put do odredišta. U slučaju sa slike 6-29, početak tog puta je na izlaznom portu 4. Međutim, rep snopa A sada postaje zasebni snop (snop A') koji nema svog voditelja tj. kontrolnog paketa. Stoga, u procesu obrade kontrolnog paketa B kreira se novi kontrolni paket A' koji je popunjen informacijama dostatnim da snop A' do odredišta. Novi kontrolni paket se u istom trenutku kao i kontrolni paket B šalje na odgovarajući izlazni port tj. port 4.



Slika 6-29 Rješavanje sukoba pomoću segmentacije snopova uz otklonsko usmjeravanje

Na slici 6-29 vidljivo je da gubitak paketa nije potpuno izbjegnuto uvođenjem otklonskog usmjeravanja. Dio segmenata tj. paketa koji se gube određeni su vremenom komutiranja, o čemu je ranije bilo riječi.

Jedan od popratnih efekata koji se mogu dogoditi u ovom scenariju je višestruka fragmentacija snopa. U primjeru sa slike 6-29, prvobitni snop A se fragmentira u dva dijela koja dalje na svom putu do odredišta mogu doživjeti sličnu situaciju kao snop A, tj. mogu biti fragmentirani. Globalno govoreći, originalni snop može s vremenom biti razbijen u mnoštvo fragmenata koji povećavaju vjerojatnost pojave novih sukoba. Međutim, zahvaljujući mehanizmima izbora segmenata koji će biti otklonjeni, manji snopovi imaju manji prioritet i prema tome neće smetati originalnim snopovima.

Drugi problem koji je prisutan u implementaciji segmentacije i otklonskog usmjeravanja je upravljanje snopovima čija duljina toliko velika da su prisutni u više usmjeritelja simultano. Ukoliko je snop doživljava sukob od strane dva ili više drugih snopova u različitim usmjeriteljima, onda prema vremenskim trenucima pojave tih događaja sukobi se rješavaju na sljedeći način:

Ako se segmentacija snopa prvo dogodi u izlaznom usmjeritelju u nizu usmjeritelja koje prekriva jedan snop, tada se pomoću kontrolnog paketa pratioca obavještavaju svi usmjeritelji koji nalaze dalje na putu o nastaloj segmentaciji te su izbjegnute nepotrebni sukobi ostalih snopova s segmentiranim snopom. S druge strane, ako se segmentacija dogodi u nekom od dolaznih usmjeritelja tada u slučaju korištenja otklonskog usmjeravanja nije potrebno obavještavanje dolaznih usmjeritelja o segmentaciji. Međutim, ako je prilikom segmentacije došlo do izbacivanja repa snopa tada je potrebno dolazne usmjeritelje obavijestiti o nastaloj segmentaciji kako ne bi došlo do nepotrebnih sukoba ostalih snopova u mreži s već izbačenim repom segmentiranom snopa.

### 6.4.3 Mogućnost implementacije kvalitete usluge

Tehnike odabiranja snopova koji će biti segmentirani mogu lako biti modificirani tako da podržavaju višeuslužni prijenos (CoS). U takvoj implementaciji cilj je da se minimizira vjerojatnost gubitka paketa višeg prioriteta. Prema prioritetima snopova koji se sukobljavaju definiraju se i varijante odabiranja snopa, prikazane u tablici 6-1.

*Tablica 6-1 Različite situacije sukoba s obzirom na prioritete snopova*

Slučaj	Prioritet originalnog snopa	Prioritet sukobljenog snopa	Način rješavanja sukoba
1	Visoki	Visoki	Varijanta segmentiranja i izbacivanja snopa
2	Visoki	Niski	Varijanta izbacivanja sukobljenog snopa
3	Niski	Visoki	Varijanta izbacivanja repa originalnog snopa
4	Niski	Niski	Varijanta segmentiranja i izbacivanja snopa

Kada je prioritet sukobljenog snopa veći od originalnog snopa tada se izbacuje rep originalnog snopa. Ukoliko su sukobljeni snopovi istog prioriteta tada se koristi varijanta segmentiranja i izbacivanja snopa, kao u mreži bez prioriteta. Ukoliko je sukobljeni snop manjeg prioriteta, koristi se varijanta izbacivanja sukobljenog snopa.

#### 6.4.4 Analitički model vjerojatnosti gubitka snopa

Ukoliko se pretpostavi da je promet koji ulazi u OBS jezgri usmjeritelju Poissonov tada je moguće izvesti analitički izraz za vjerojatnost gubitka snopa.

Klasičnu OBS mrežu s Poissonovim tipom prometa intenziteta  $\lambda$  u kojoj je moguća potpuna valna konverzija je moguće opisati pomoću M/M/k/k sustava posluživanja za koji je moguće odrediti vjerojatnost blokiranja snopa pomoću Erlang-B jednadžbe:

$$P_B(k, A) = \frac{A^k / k!}{\sum_{i=0}^k A^i / i!}, \quad (6-6)$$

gdje je  $A = \lambda / \mu$  ponuđeni promet a  $k$  broj raspoloživih valnih duljina. Također, potrebno je naglasiti da je Erlang B formula invariantna u odnosu na vrijeme procesiranja ( $1/\mu$ ) tj. duljinu snopa te je stoga ona vrijedi za sustav oblika M/G/k/k. Budući da u pretpostavljanoj OBS mreži nije implementiran niti jedan mehanizam rješavanja sukoba, tada vjerojatnost dobivena Erlang B formulom predstavlja vjerojatnost gubitka paketa (odnosno snopa jer u slučaju pojave sukoba čitav snop biva izbačen).

Princip koji se primjenjuje u proračunu vjerojatnosti gubitka u mreži koja rješava sukob pomoću segmentacije snopova je baziran na M/G/ $\infty$  sustavu posluživanja čija stanja je moguće jednoznačno povezati s stanjima u OBS mreži s segmentacijom snopova.

Pojedino stanje ( $i$ ) u M/G/ $\infty$  sustavu predstavlja broj trenutno zauzetih poslužitelja unutar sustava. Ako se sa  $i$  označi pojedino stanje u M/G/ $\infty$  tada je moguće razmotriti dvije situacije:

- (a)  $0 \leq i \leq k$
- (b)  $i > k$ .

U situaciji (a) broj zauzetih poslužitelja tj. valnih duljina manji je od ukupnog broja raspoloživih poslužitelja te stoga u tom slučaju ne dolazi do gubitka paketa. Situacija (b) karakterizira slučaj kada se snopovi segmentiraju tj. gube pakete jer su sve valne duljine zauzete u trenutku dolaska snopa. Konkretno, ako je  $i = k + m$  tada  $m$  snopova gubi pakete. Kada jedna od  $k$  valnih duljina postane slobodna, ostatak snopa se prosljeđuje na nju.

Vjerojatnost da je  $i$  poslužitelja zauzeto u M/G/ $\infty$  sustavu posluživanja ima Poissonovu distribuciju s parametrom  $A$ :

$$P(i, A) = A^i \frac{e^{-A}}{i!}, i = 1, 2, \dots \quad (6-7)$$

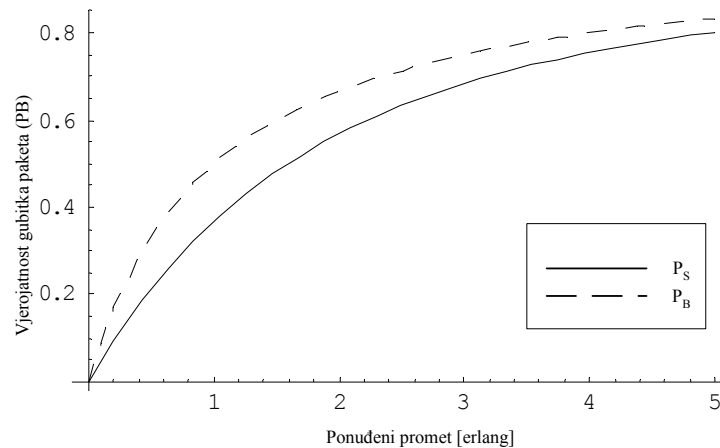
Ukoliko je  $i > k$  tada je intenzitet gubitka snopova u stanju  $i$  jednak  $i - k$ , tj.:

$$E(k, A) = \sum_{i=0}^{\infty} i \cdot P(k + i, A). \quad (6-8)$$

Vjerojatnost gubitka paketa se dobije kao omjer intenziteta i ukupnog ponuđenog prometa:

$$P_S(k, A) = \frac{E(k, A)}{A}. \quad (6-9)$$

Usporedba vjerojatnosti gubitaka paketa za oba slučaja OBS mreže je prikazana na slici 6-30 na kojoj se vidi da poboljšanje performansi OBS mreže s obzirom na vjerojatnost gubitka paketa.



Slika 6-30 Usporedba vjerojatnosti gubitka paketa u mreži sa i bez segmentacije snopova

## 6.5 Izbjegavanje sukoba

Sukob može biti riješen na više načina mijenjajući tri atributa koja posjeduje svaki snop a to su: izlazni port, valna duljina i vremenski interval. U prethodnim dijelovima opisani su algoritmi koji su rješavali sukobe mijenjanjem tih parametara. Konkretno, rješavanje sukoba pomoću optičkih spremnika mijenjalo je vremenski interval, primjena valnih konvertera mijenjalo je valnu duljinu snopa a otklonsko usmjeravanje je mijenjao izlazni port snopa. Izuzetak je bila segmentacija snopova.

Međutim, svako od predloženih rješenja posjeduje neke nedostatke (tj. ograničenja). Rješavanje sukoba optičkim spremnicima je za sada nepogodno, jer na raspolaganju stoji relativno malen broj spremnika koji su također relativno malog kapaciteta. Valna konverzija je ograničena valnim konverterima koji za sada nisu u stanju izvoditi valnu konverziju u cijelom valnom području, što je potrebno u slučaju rješavanja sukoba u OBS mreži. Otklonsko usmjeravanje u optičkoj mreži s malim kapacitetom spremanja, te s postojećim procesirajućim mogućnostima, pokazuje dosta malu prednost u odnosu na druge algoritme. Iako otklonsko usmjeravanje postiže bolju iskorištenost kapaciteta, povećani broj linkova koje snop koristi predstavlja negativnu osobinu algoritma. Također, preraspodjela snopova na odredištu i ravnopravnost (*fairness*) su potencijalne negativnosti otklonskog usmjeravanja. Segmentacija snopova predstavlja relativno dobro rješenje ali dodatni kontrolni paketi te detektiranje segmenata predstavljaju probleme koji čine segmentaciju nepovoljnom.

Sukobi u OBS mreži mogu se rješavati i njihovom prevencijom, tj. sprječavanjem ili barem minimiziranjem njihove pojave. Jedan od načina je efikasno dodjeljivanje valnih duljina snopovima prilikom njihovog slanja. Međutim, nije jedini cilj minimiziranje vjerojatnosti gubitaka paketa u OBS mrežama. Razne aplikacije koje koriste mrežu za prijenos informacija zahtijevaju uslugu u stvarnom vremenu, tj. zahtijevaju visoku kvalitetu usluge (QoS) u koju je uključeno pored male vjerojatnosti blokiranja i malo kašnjenje i vremensko kolebanje (*jitter*). Potrebno je diferencirati promet visokog prioriteta od drugog prometa pomoću implementacije CoS (*Class of Service*). U tom pogledu su predloženi neki postupci (algoritam *JET fairness*) koji problem kašnjenja snopa ne rješavaju (čak ga povećavaju kao što je slučaj *JET fairness* algoritma). Stoga su razvijeni algoritmi koji implementaciju CoS-a u OBS mreži ostvaruju algoritmom dodjeljivanja valnih duljina.

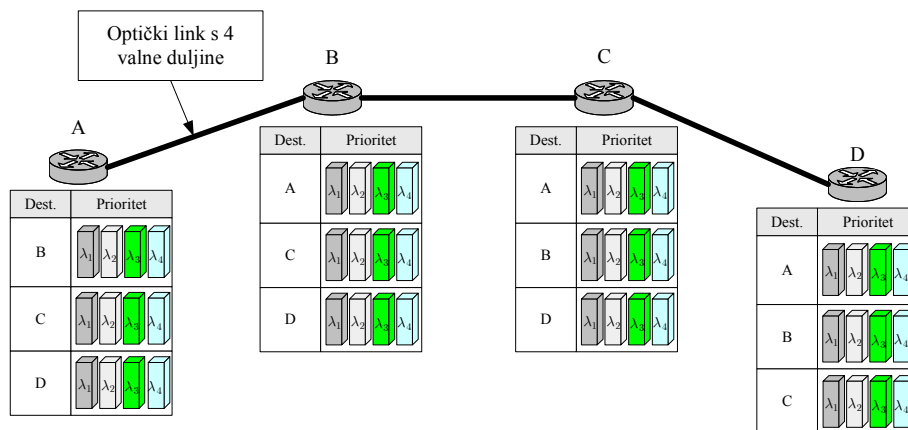
U nastavku će biti opisani postojeći algoritmi koji se bave opisanom problematikom.

### 6.5.1 Algoritam distribuiranog dodjeljivanja valnih duljina

Prvi algoritam koji ima zadaću smanjenja vjerojatnosti gubitka snopa na principu izbjegavanja sukoba baziran je na prioritizaciji valnih duljina koja je ostvarena na distribuirani način. Algoritam je stoga nazvan PWA – *Priority-based Wavelength Assignment* [19] i on je primjenjiv u optičkim mrežama bez optičkih spremnika i valnih konvertera.

U PWA algoritmu, dodjeljivanje valnih duljina snopovima prilikom slanja izvršeno je u svakom čvoru mreže u distribuiranoj paradigmi. Svaki izvorišni čvor u sebi sadrži bazu s prioritetskim listama valnih duljina za svaki odredišni čvor. Pomoću procesa učenja svaki čvor vrši prioritizaciju valnih duljina na osnovu statističkih podataka o (ne)uspješnosti prijenosa snopova. To implicira da u mreži mora biti implementiran OBS protokol koji podržava razmjenu poruka o (ne)uspješnoj transmisiji ili pak omogućava korištenje informacija s viših protokolnih slojeva kao što je GMPLS (*Generalized Multiprotocol Lambda Switching*).

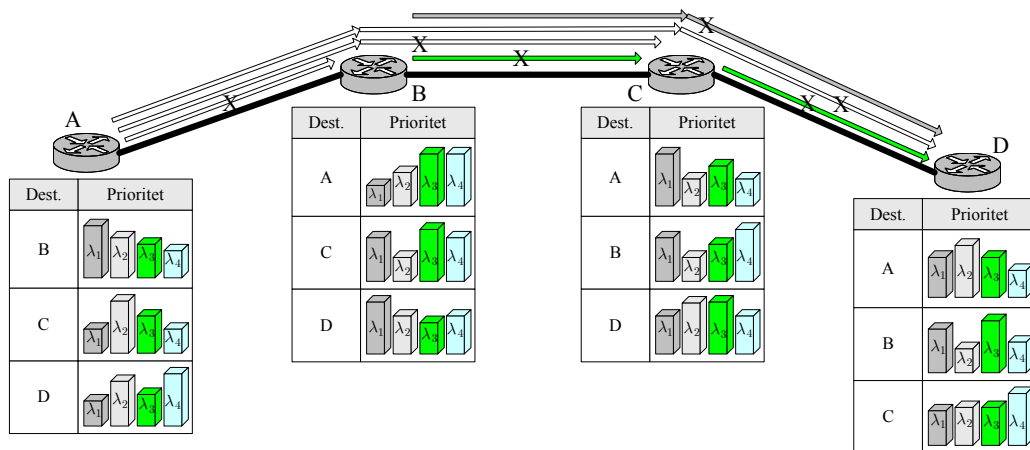
Na slici 6-31 je prikazana jednostavna OBS mreža od 4 čvora koja su povezana optičkim linkovima s 4 raspoložive valne duljine. Također, na slici 6-31 su prikazana početna stanja baza koje sadrže prioritetske liste valnih duljina za svaki odredišni čvor. Svaka valna duljina je predložena jednim stupcem čija visina predstavlja trenutni prioritet. U početnom stanju, sve valne duljine imaju isti prioritet.



Slika 6-31 Početna stanja baza prioriteta valnih duljina u čvorovima OBS mreže

Kada čvor šalje snop u mreži, tada odabire onu valnu duljinu koja ima najviši prioritet u bazi. Nakon svakog slanja snopa prioritet valnih duljina se mijenja za jediničnu vrijednost prema naviše ili naniže, ovisno o uspješnosti prijenosa snopa (ukoliko je dobivena pozitivna potvrda tada prioritet valne duljine na kojoj je bio poslan snop raste za jediničnu vrijednost, a ukoliko je stigla negativna potvrda, prioritet pada za jediničnu vrijednost).

Primjenjujući PWA algoritam, nakon određenog vremena stanja baza prioriteta valnih duljina se mijenjaju. Primjer njihova izgleda je prikazan na slici 6-32.



Slika 6-32 Stanje baza prioriteta valnih duljina u čvorovima OBS mreže nakon određenog vremena

Važno je uočiti da je valna duljina  $\lambda_1$  korištena za prijenos snopova između čvorova  $b-c$  i  $a-c$  u isto vrijeme. To pokazuje da je iskoristivost valnih duljina dobra, što je veoma važno u poboljšanju iskoristivosti mrežnih resursa. Valne duljine koje su ponovno iskorištene su na slici 6-32 označene znakom  $X$ . Prioritetizacijom valnih duljina i njihovim odabiranjem prilikom slanja snopova čvorovi koji dijele iste optičke linkove će pokušavati izbjeći dodjeljivanje istih valnih duljina koje bi vodile pojavi sukoba. Na taj se način postiže dobra iskoristivost valnih duljina na linkovima. Zbog ovakvog načina dodjeljivanja valnih duljina PWA pokazuje bolje performanse od drugih algoritama, kao što je npr. slučajni odabir. Također, PWA ima dobru osobinu zbog toga što ne koristi globalne informacije o zauzetosti valnih duljina pa je prema tome adaptivan na promjene u prometnim intenzitetima, te promjene u topologiji mreže.

Procedura dodjeljivanja valnih duljina može se podijeliti u dva dijela. To su:

- dodjela valne duljine i
- prioritizacija valne duljine.

### Dodjela valne duljine

Kada čvor  $A$  šalje snop prema odredištu  $B$ , tada pristupa bazi prioriteta valnih duljina i uzima valnu duljinu najvećeg prioriteta za pripadno odredište. Ukoliko je valna duljina slobodna u potrebnom periodu, snop se šalje u mrežu na dohvaćenoj valnoj duljini. Ako izabrana valna duljina nije slobodna, tada se ponovo pretražuje baza sve dok se ne nađe slobodna valna duljina. Ukoliko ne postoji niti jedna slobodna valna duljina, snop je blokiran.

### Prioritetizacija valne duljine

Baze s prioriteta valnih duljina su vremenski ažurirane kako bi se izvršila adaptacija na trenutno stanje u mreži u pogledu prometnih opterećenja. U OBS mreži koja koristi protokol s pozitivnom odnosno negativnom potvrdom o prijnosu snopa, za svaki poslani snop izvorišni čvor prima (N)ACK poruku na osnovu koje se vrši reprioritetizacija valnih duljina u bazi. Kada snop poslan na valnoj duljini  $\lambda_i$  stigne uspješno do odredišta  $B$  tada je prioritet valne duljine  $\lambda_i$  za odredište  $B$  povećan. Nakon toga, čvor  $A$  prilikom slanja snopova prema odredištu  $B$  preferira valnu duljinu  $\lambda_i$ , naravno, ukoliko je njen prioritet prešao u vodstvo. Snopovi koje budu slali susjedni čvorovi čvora  $A$  na valnoj duljini  $\lambda_i$  doživljavati će blokiranje, ako budu usmjeravani

preko optičkog linka  $A-B$ , jer na njemu čvor  $A$  često koristi  $\lambda_i$  za slanje snopova prema  $B$ . Prema tome, susjedni čvorovi će se prilagoditi toj situaciji na način smanjivanja prioriteta valnoj duljini  $\lambda_i$ .

Kako bi se osiguralo prioritarno dodjeljivanje valnih duljina, svaki čvor u mreži mora imati bazu prioriteta valnih duljina za svaki određeni čvor. Za svaku valnu duljinu  $\lambda_i$ , par  $P(x, y, \lambda_i), N(x, y, \lambda_i)$  je zapisan u bazi, gdje je  $P(x, y, \lambda_i)$  prioritet valne duljine  $\lambda_i$  za određeno mjesto  $y$  a  $N(x, y, \lambda_i)$  broj pristupa valnoj duljini  $\lambda_i$ . Prioritet valne duljine  $\lambda_i$  je određen vrijednošću  $P(x, y, \lambda_i)$ , tj. valna duljina s većim iznosom vrijednosti  $P(x, y, \lambda_i)$  ima veći prioritet. Vrijednost  $P(x, y, \lambda_i)$  je određena na slijedeći način:

(a) uspješan prijenos :

$$P(x, y, \lambda_i) = \frac{P(x, y, \lambda_i) \times N(x, y, \lambda_i) + 1}{P(x, y, \lambda_i) + 1},$$

$$N(x, y, \lambda_i) = N(x, y, \lambda_i) + 1,$$

(b) neuspješan prijenos :

$$P(x, y, \lambda_i) = \frac{P(x, y, \lambda_i) \times N(x, y, \lambda_i)}{P(x, y, \lambda_i) + 1},$$

$$N(x, y, \lambda_i) = N(x, y, \lambda_i) + 1.$$

Promjena vrijednosti  $P(x, y, \lambda_i)$  prilikom obnavljanja baze se smanjuje kada  $N(x, y, \lambda_i)$  raste. Također, potrebno je odrediti gornju granicu od  $N(x, y, \lambda_i)$  kako bi se održala konstantna promjena  $P(x, y, \lambda_i)$ , s ciljem prilagođavanja promjenama u prometu.

## 6.5.2 Algoritam distribuiranog dodjeljivanja valnih duljina baziranog na CoS

Prethodni algoritam može biti modificiran tako se omogući diferencijaciju prometa tj. omogući implementaciju paradigme kvalitete usluge. Modifikacija bi se odnosila na način dodjeljivanja valnih duljina snopovima koja bi sada bila diktirana *CoS* parametrom. Algoritam koji implementira takvu logiku je nazvan *CWA - CoS Wavelength Assignment Algorithm* [21]. U tom algoritmu svaki čvor posjeduje bazu prioriteta valnih duljina za svaki određeni čvor, te na osnovu procesa učenja vrši vrednovanje valnih duljina kao u PWA algoritmu.

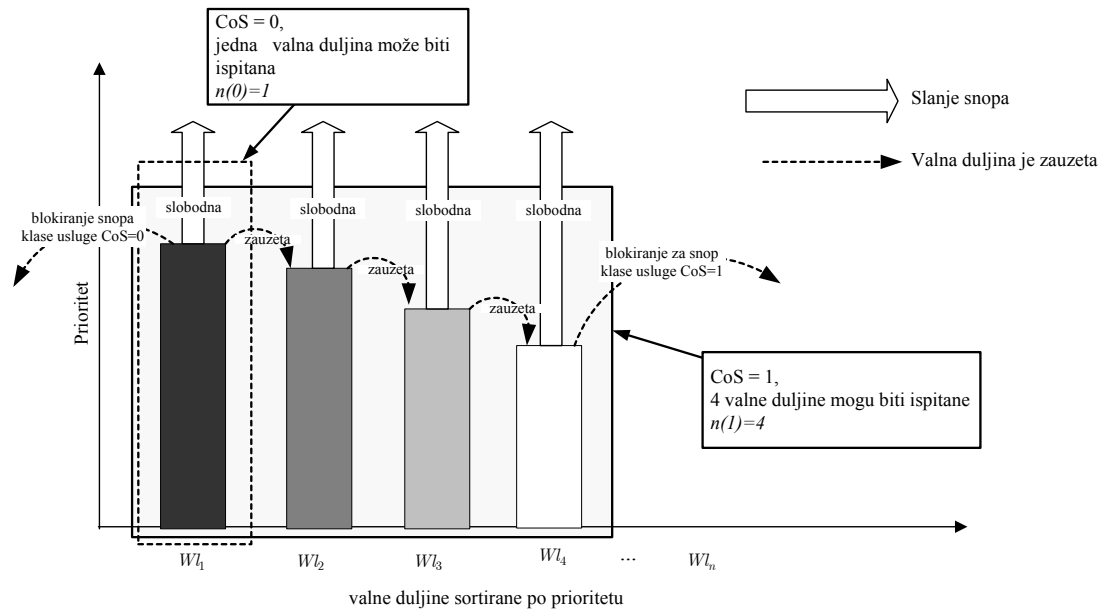
Kako bi se realizirala diferencijacija snopova koji pripadaju različitim klasama usluga, broj valnih duljina koje mogu biti dodijeljene snopu kod transmisije je različit za pojedinu klasu usluge. S  $n(i)$  je označen broj valnih duljina koje mogu biti dodijeljene klasi usluge  $i$  ( $CoS = i$ ).

Iznos broja  $n(i)$  je veći ukoliko je klasa usluge  $i$  većeg prioriteta.

Na slici 6-33 prikazana je baza prioriteta valnih duljina u čvoru mreže koja se odnosi na jedno određeno mjesto, te rad CWA algoritma u OBS mreži s dvije klase usluga. Visina pojedinog stupca pokazuje prioritet valne duljine. Na slici 6-33 se vidi da je za klasu usluge  $CoS=0$  (niži broj usluge znači manji prioritet) dozvoljeni broj pretraživanja  $n(0)=1$ , dok za  $CoS=1$  klasu on iznosi  $n(1)=4$ . U slučaju slanja novog snopa ispituje se zauzetost valnih duljina po prioritarnom



redosljedju. Prvo se ispituje valna duljina najvišeg prioriteta i ukoliko je ona slobodna, vrši se slanje snopa pomoću nje. U protivnom, ispituje se sljedeća valna duljina po prioritetu. Na slici 6-33 vjerojatnost blokiranja klase usluge  $CoS=1$  je manja od vjerojatnosti blokiranja klase usluge  $CoS=0$ . Na ovaj način je postignuta  $CoS$  podrška u OBS mreži bez dodatnog zakašnjenja snopova.



Slika 6-33 Implementacija  $CoS$  pomoću diferenciranja broja valnih duljina

Svaki čvor u mreži posjeduje bazu prioriteta valnih duljina za svaki određeni čvor, te broj valnih duljina koje se pretražuju za pojedinu klasu usluge. Svaki snop posjeduje oznaku koja govori o klasi usluge kojoj pripada. Cijela procedura se može podijeliti u dva koraka, kao u PWA algoritmu:

- dodjeljivanje valne duljine  $i$
- prioritizacija valne duljine.

### Dodjeljivanje valne duljine

Kada čvor šalje snop, prvo se identificira klasa usluge kojoj pripada snop kako bi se odredio broj valnih duljina koje se pretražuju u bazi. Nakon toga se pokušava snop poslati preko valne duljine s najvećim prioritetom. Ako je valna duljina slobodna, snop se šalje. Ukoliko valna duljina nije slobodna, ispituju se ostale valne duljine iz baze po prioritetnom redosljedju sve dok se ne pronađe slobodna valna duljina ili ne prekorači dozvoljeni broj ispitivanja valnih duljina  $n(i)$  (ukoliko snop pripada klasi usluge  $CoS = i$ ). Ako u  $n(i)$  pretraživanja nije pronađena slobodna valna duljina, snop je blokiran.

### Prioritizacija valne duljine

Schema prioritizacija valnih duljina je slična onoj korištenoj u PWA algoritmu. Jedina razlika je u procesu smanjivanja prioriteta valne duljine koji se događa jedino u slučaju pojave blokiranja u čvorovima na putu do odredišta. U slučaju pojave blokiranja snopa u samom izvorišnom čvoru, prioritet valne duljine se ne smanjuje jer taj slučaj ne utječe na segregaciju valnih duljina u čitavoj mreži.

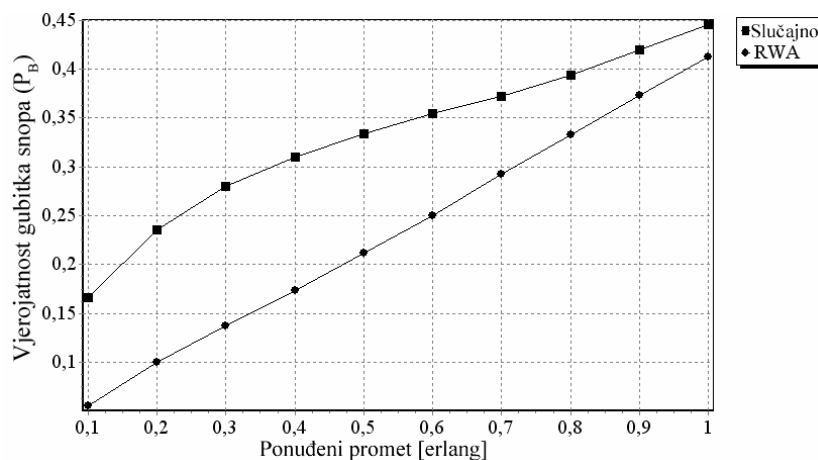
### 6.5.3 Primjena RWA algoritma

Prethodni algoritmi izbjegavanja sukoba su bazirani na povratnim informacijama o uspješnosti ili neuspješnosti prijenosa snopa. Međutim, kontrolni paketi koji nose tu informaciju dodatno opterećuju kontrolni dio jezgrenih usmjeritelja, što nije poželjno radi definiranja vremena odmaka (o tome je bilo riječi u poglavlju o arhitekturi OBS mrežnih elemenata). Postavlja se pitanje da li je moguće u inicijalnom procesu postavljanja kontrolnih informacija u mreži dobiti rješenje koje bi smanjilo pojavu sukoba. Odgovor na to pitanje je pronađeno u algoritmu usmjeravanja i dodjeljivanja valnih duljina (*RWA – Routing & Wavelength Assignment*) [54].

U WDM mrežama s komutacijom kanala, konekcija između izvorišta i odredišta se realizira preko valnog puta. Kako bi se ta konekcija uspostavila, potrebno je pronaći put na kojem će se održati kontinuitet valne duljine (govori se o slučaju mreže bez valnih konvertera). Algoritam koji omogućava efikasni pronalazak takvog puta se naziva RWA algoritam. U OBS mreži, međutim, nema kreiranja konekcija te se postavlja pitanje kako RWA algoritam može koristiti u smanjenju pojave sukoba u mreži. Odgovor je jednostavan. Rubni usmjeritelji prilikom slanja snopa trebaju koristiti valnu duljinu koju je pronašao RWA algoritam. Time je smanjena vjerojatnost da će snop doživjeti sukob, naravno ukoliko se i svi ostali usmjeritelji koriste istom strategijom prilikom slanja snopova.

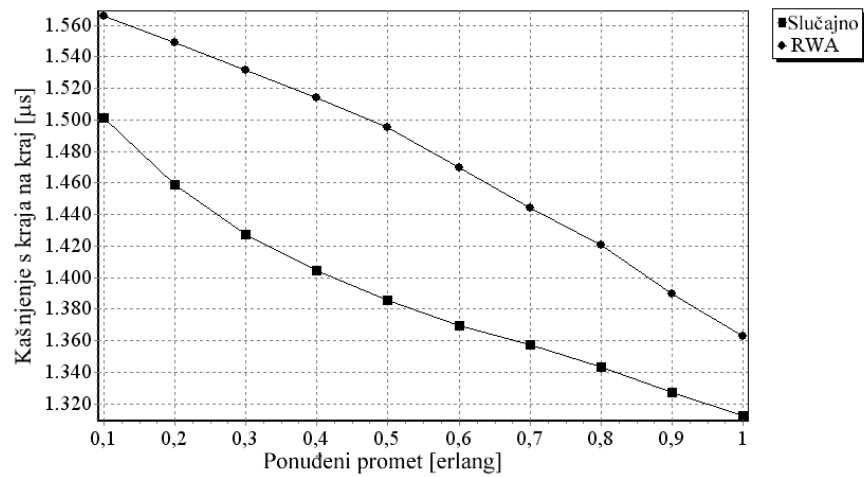
Ulazni parametar u RWA algoritam su prometni zahtjevi između čvorova mreže tj. jezgrenih usmjeritelja u OBS mreži. Ti prometni zahtjevi se transformiraju u broj valnih putova i to na osnovu kapaciteta pojedinog valnog kanala. RWA algoritam pokušava za svaki valni put pronaći rutu i valnu duljinu. Ukoliko je proces 100 % uspješan tj. za svaki valni put je pronađena ruta i valna duljina tada je problem pojave sukoba u potpunosti riješen. Takvo rješenje bi predstavljalo potpuno povezanu logičku topologiju i snopovi nikad ne bi dolazili u sukob. Međutim, takvo rješenje je rijetko jer broj linijskih kartica koje mogu biti ugrađene u usmjeritelj je ograničen a i broj raspoloživih valnih duljina također predstavlja barijeru.

Na slici 6-34 je prikazana vjerojatnost gubitka snopa u mreži u kojoj se prilikom slanja snopa odabire prva slobodna valna duljina i u mreži koja koristi RWA algoritam prilikom slanja snopova. Poboljšanje performansi je vidljivo, pogotovo u području malih opterećenja mreže dok s povećanjem opterećenja razlika između slučajnog odabira valne duljine i onog pomoću RWA algoritma postaje sve manja zahvaljujući činjenici da se pravila slanja snopova po RWA algoritmu sve više krše zbog velikog prometnog intenziteta.



Slika 6-34 Vjerojatnost gubitka snopa za mrežu sa slučajnim izborom valne duljine i mrežu koja koristi RWA algoritam u izboru valne duljine prilikom slanja snopova

Na slici 6-35 je prikazano kašnjenje s kraja na kraj koje analogno ponašanju krivulje vjerojatnosti gubitka snopa (slika 6-34).



*Slika 6-35 Kašnjenje s kraja na kraj za mrežu s slučajnim izborom valne duljine i mrežu koja koristi RWA algoritam u izboru valne duljine prilikom slanja snopova*

## Poglavlje 7

# Implementacija kvalitete usluge

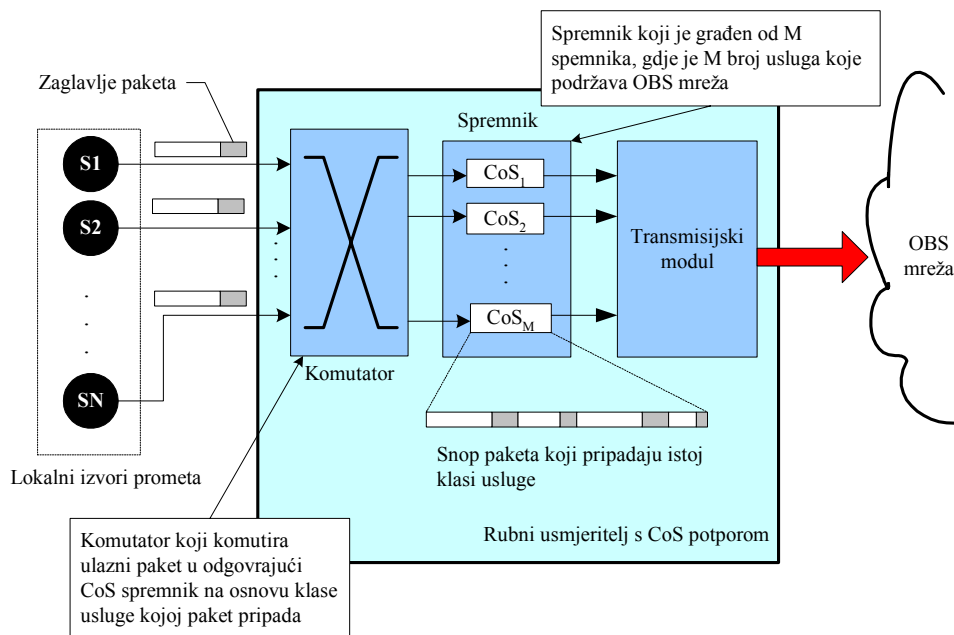
U današnjima mrežama postavlja se zahtjev na mogućnost tretiranja prometa na različite načine ovisno o njihovom tipu. Drugačije rečeno, postavljaju se zahtjevi da mreža može osigurati različite kvalitete usluge u prijenosu, jer današnje aplikacije zahtijevaju bitno različito tretiranje njihovog prometa. Internet promet predstavlja većinu današnjeg prometa u mrežama. Jedan od načina da se zadovolji zahtjevima za različitim uslugama u mreži jest da se definiraju različite klase usluga (CoS – *Class of Service*) što predstavlja podjelu paketa na različite klase. Svaka klasa bi se različito tretirala u mreži. Današnji Internet u principu implementira jednu vrste usluge i to je "*best effort*" usluga koja ne garantira određeni stupanj kvalitete usluge. Kako bi se koncept kvalitete usluge ugradio u mrežnu infrastrukturu razvijeni su protokoli kao što su *IntServ* i *DiffServ* čija je uloga implementacije višeuslužne mreže. Međutim, ti mehanizmi funkcioniraju na nivou paketa i njihova implementacija je bazirana na pohranjivanju paketa u spremnike i takav pristup diferencijaciji paketa na klase u optičkim mrežama predstavlja problem, jer danas još nisu razvijene efikasne optičke RAM (*Random Access Memory*) koje bi omogućile efikasnu implementaciju ovih protokola u optičkim mrežama. Naravno, implementacija je moguća, samo je potrebno svaki paket pretvarati iz optičke u električku domenu i natrag, što je glavni problem zbog kojeg se želi prijenos paketa što više zadržati u optičkoj domeni. Stoga, cilj buduće sveoptičke Internet mreže je omogućavanje potpore za kvalitetu usluge koja bi bila ostvarena u potpunosti u optičkoj domeni.

OBS zbog svog inherentnog svojstva grupiranja paketa te razdvajanja kontrolne i podatkovne transmisijske ravnine može biti efikasno modificiran tako da podržava osnovne koncepte višeuslužne mreže.

Prvi korak u implementaciji CoS koncepta bio bi modifikacija rubnog usmjeritelja koji bi trebao vršiti dodatnu klasifikaciju paketa (rubni usmjeritelj vrši klasifikaciju paketa prema određanim adresama) na osnovu klase usluge kojoj pripadaju. Na slici 7-1 je prikazana gruba struktura rubnog usmjeritelja u kojoj je naglašen dio koji bi vršio klasifikaciju prometa prema njihovoj pripadnosti određenoj kvaliteti usluge.

Drugi bi se korak sastojao od modifikacije kontrolnih mehanizama. Ta modifikacija se može odnositi na sam signalizacijski protokol te na mehanizme rezervacije kapaciteta u mreži. U prethodnom poglavlju, koji se bavio mehanizmima rezervacije kapaciteta, opisana su neka rješenja te se stoga ona neće ponovno navoditi. U nastavku će biti opisana modifikacija JET signalizacijskog protokola koja omogućava višeuslužni transport.

Naravno, treći korak bi bio uvođenje dodatnog polja u kontrolnu ćeliju koja bi sadržavao informaciju o klasi usluge kojoj pripada odgovarajući snop.

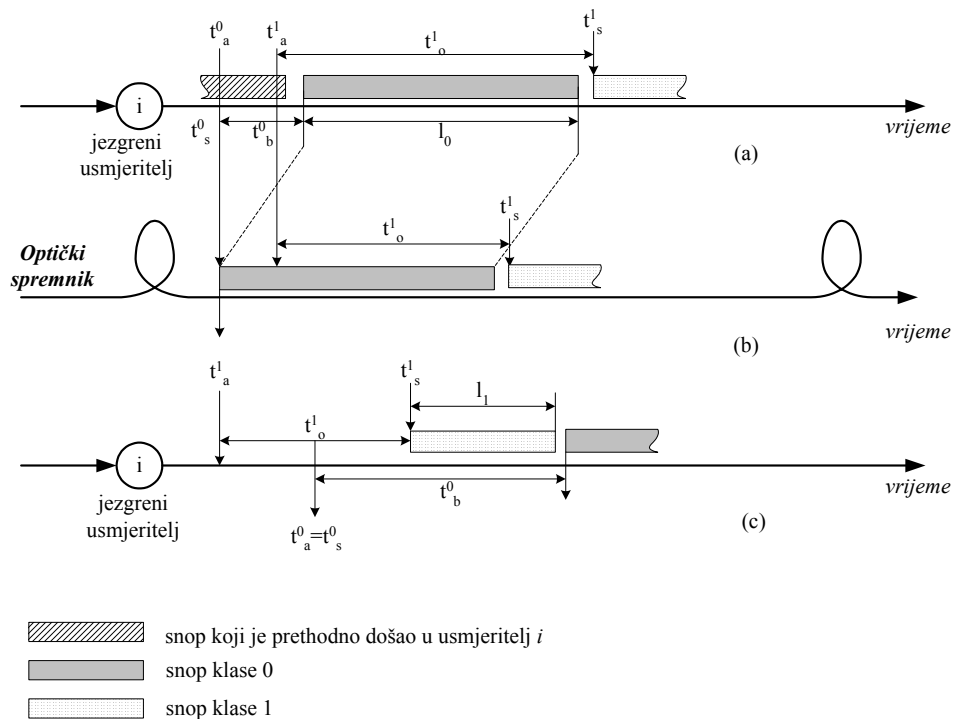


Slika 7-1 Struktura rubnog usmjeritelja u OBS mreži

## 7.1 Kvaliteta usluge ostvarena pomoću JET signalizacijskog protokola

JET signalizacijski protokol koristi odgođenu rezervaciju (*delayed reservation*) tj. vrijeme odmaka (*offset time*) kako bi izbjeglo korištenje optičkih spremnika. Manipulacija iznosa vremena odmaka može dovesti do prioritizacije snopova što predstavlja dobru mogućnost implementacije kvalitete usluge u OBS mrežu. Prioritizacija snopova postiže se uvođenjem tzv. dodatnog vremena odmaka ( $t_{extra\_odmak}$ ) a zaključak da takva logika uvodi prioritizaciju dolazi iz statističke pretpostavke. Naime, postoji veća vjerojatnost da će kontrolni paket snopa koji je dodatno zakašnjen (zadržan) uspjeti rezervirati potrebni kapacitet nego kontrolni paketi koji su stigli u vremenskom trenutku bliskom trenutku dolaska tog kontrolnog paketa, a nemaju uneseno dodatno kašnjenje. Također, svojstvo dodatnog kašnjenja ili dodatnog vremena odmaka može biti iskorišteno i u druge svrhe kao što je poboljšanje ravnopravnosti na način da se dodjeljuje veći prioritet snopovima koji moraju putovati duže (ta varijanta JET protokola se naziva *JET - fairness*), ali taj slučaj neće biti detaljnije promatran [8].

Kako bi se dodatno objasnio mehanizam uvođenja kvalitete usluge putem dodatnog vremena odmaka, pretpostavljena je jednostavna OBS mreža koja ima potporu za prijenos dva tipa prometa (dvije klase usluge). Snopovi s oznakom 1 neka predstavljaju veći prioritet od snopova s oznakom prioriteta 0. Također, pretpostavljena je činjenica da je u mreži na raspolaganju samo jedna valna duljina te jedan optički spremnik pomoću kojeg je moguće postići varijabilno kašnjenje od 0 do  $B$  vremenskih jedinica, gdje je  $B$  maksimalno vremensko kašnjenje koje se može postići u optičkom spremniku. Cilj je, nadalje, pokazati da je uvođenjem dodatnog vremena odmaka moguće izvršiti separaciju te dvije klase.



*Slika 7-2 Izolacija klasa usluga pomoću dodatnog vremena odmaka*

Na slici 7-2 prikazano je događanje u jednom čvoru pretpostavljene mreže u slučaju dolaska snopova različitih klasa usluge. Budući da klasa 1 ima veći prioritet, to znači da se za tu klasu uvodi dodatno vrijeme odmaka koje je označeno s  $t_o^1$ <sup>(1)</sup>. Za klasu 0 je dodatno vrijeme odmaka jednako nuli jer ima manji prioritet ( $t_o^0 = 0$ ). Neka je, nadalje, s  $t_a^i$  označeno vrijeme dolaska zahtjeva za kapacitetom označenog sa *zahtjev*(*i*) koji pripada klasi usluge *i*, s  $t_s^i$  vrijeme početka usluge tj. trenutak dolaska snopa u čvor, te s  $l_i$  duljina snopa u vremenskoj domeni. Prema tome, vrijedi da je  $t_s^1 = t_a^1 + t_o^1$  za klasu 1 i za klasu 0  $t_s^0 = t_a^0$  jer je  $t_o^0 = 0$ .

Nadalje, pretpostavljeno je da je u trenutku dolaska zahtjeva *zahtjev*(0) jedini podatkovni kanal već zauzet snopom koji je prije stigao. To znači da taj snop mora biti zadržan za vremenski interval koji iznosi  $t_b^0$  tj. za vremenski interval koji je potreban da se oslobodi kanal. Ako je  $t_b^0 < B$  tada će optički spremnik biti rezerviran od  $t_s^0$  do  $t_s^0 + l_0$ , kao što je to prikazano na slici 7-2 (b). Analogno tome, jedna valna duljina, tj. podatkovni kanal, će biti zauzet od  $t_s^0 + t_b^0$  do  $t_s^0 + t_b^0 + l_0$ , kao što je to prikazano na 7-2 (a).

Ako se nadalje pretpostavi da zahtjev *zahtjev*(1) stigne u trenutku  $t_a^1$  i da vrijedi  $t_a^1 > t_a^0$ , tada će se pokušati rezervirati kanal za pristigli snop. Ako bi vrijeme dolaska snopa u čvor tj. vrijeme početka rezervacije bilo takvo da vrijedi  $t_s^1 > t_a^1 + t_b^0 + l_0$ , onda snop ne bi bio blokiran, tj. naišao bi na

<sup>1</sup> U uvodu je bila uvedena oznaka za dodatno vrijeme odmaka  $t_{extra\_odmak}$  ali zbog kraćeg zapisa će se dalje u tekstu koristiti oznaka  $t_o$

slobodan kanal i rezervacija kanala bi prošla uspješno. Iz ovog razmatranja može se zaključiti da bi dodatno vrijeme odmaka za klasu 1 trebalo biti takvo da vrijedi:

$$t_0^1 = t_s^1 - t_a^1 > t_a^0 + t_b^0 + l_0 - t_a^1 \quad (7-1)$$

Ako bi zahtjev  $zajtjev(1)$  stigao prije  $zajtjev(0)$ , što je slučaj na slici 7-2 (c), onda bi zahtjev  $zajtjev(1)$  rezultirao uspješnom rezervacijom a  $zajtjev(0)$  ne. Time je pokazano da je postignuta izolacija klasa usluga u OBS mreži pomoću dodatnog vremena odmaka.

Također, pristupom ovim postignuta je i izolacija klasa usluga i u rezervaciji optičkog spremnika što je prikazano na slici 7-2 (b). U slučaju da vrijeme odmaka klase 1 nije dovoljno dugačko ( $t_s^1 < t_a^0 + t_b^0 + l_0 - t_a^1$ ) onda će  $zajtjev(1)$  rezultirati neuspješnom rezervacijom podatkovnog kanala, te je potrebno izvršiti rezervaciju optičkog spremnika ukoliko se želi izbjeći gubitak snopa. Rezervacija optičkog spremnika će biti uspješna ako je vrijeme dolaska snopa  $t_s^1$  veće od  $t_a^0 + l_0$ , jer će tada novi snop naići na slobodan optički spremnik. U protivnom slučaju, tj. kad je  $t_s^1 < t_a^0 + l_0$ , snop će biti blokiran i izbačen. Ako je situacija obratna, tj.  $zajtjev(1)$  je došao prije u spremnik nego  $zajtjev(0)$ , tada će  $zajtjev(0)$  biti blokiran u slučajevima kad je  $t_a^1 < t_a^0 < t_s^1 < t_a^1 + l_0$  i kada je  $t_s^1 < t_a^0 < t_s^1 + l_1$ .

Iz prethodnih primjera je vidljivo da je moguće izvršiti separaciju klasa pogodnim odabiranjem dodatnog vremena odmaka. Također, moguće je odrediti i stupanj izolacije klasa usluga. Neka je u mreži implementirana potpora za prijenos  $n$  klasa usluga i neka varijabla  $t_{i,j} (> 0)$  predstavlja razliku dodatnih vremena odmaka dvaju klasa usluga  $i$  i  $j$  tj.  $t_{i,j} = t_o^i - t_o^j$  a varijabla  $R_{i,j}$  ( $0 \leq R_{i,j} \leq 1$ ) koja predstavlja vjerojatnost da će  $zajtjev(j)$  biti blokiran od  $zajtjev(i)$  koji je stigao ranije. Varijabla  $R_{i,j}$  predstavlja stupanj izolacije klasa usluga  $i$  i  $j$ . Da bi se postigla 100% izolacija dvije susjedne klase usluga u rezervaciji optičkog spremnika, potrebno je da bude  $t_{i,i-1} \geq \max l_{i-1}$  tj. da razlika između dodatnih vremena odmaka mora biti veća od maksimalne duljine snopa klase  $i-1$ . Prethodna nejednakost pokriva najgori slučaj a to je kad je  $t_a^i \approx t_a^{i-1}$ . Na sličan način se dobiva vrijednost dodatnog vremena odmaka ako se želi postići 100% izolacija klasa u rezervaciji podatkovnog kanala. Ona iznosi  $t_{i,i-1} \geq B + \max l_{i-1}$ . Ta situacija, također, pokriva najgori slučaj tj. kada je  $t_a^i \approx t_a^{i-1}$  i  $t_b^{i-1} \approx B$ .

## 7.2 Vjerojatnost blokiranja u višeslužnoj OBS mreži s JET protokolom

U OBS mreži s JET protokolom koji omogućava višeslužni promet moguće je provesti analizu kojom bi pokazala kolika je vjerojatnost blokiranja različitih usluga, tj. da li je zaista postignuta izolacija klasa usluga.

Kako bi procjena vjerojatnosti blokiranja bila jednostavnija, u obzir je uzet jedan usmjeritelj u mreži s Poissonov prometom i dvjema klasama usluga. Neka su intenziteti prometa dvaju klasa usluga koji

se usmjeravaju na isti izlazni link jednaki  $\lambda_0$  i  $\lambda_1$ . Ukoliko  $L_0$  i  $L_1$  označavaju srednje duljine snopova klase usluga 1 i 2, tada je ponuđeni promet na izlazni link jednak:

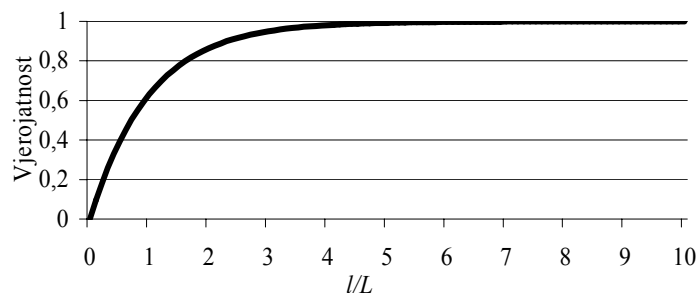
$$A = A_0 + A_1,$$

$$A_i = \lambda_i \mu_i, \quad \mu_i = \frac{C}{L_i}, \quad i = 0, 1. \quad (7-2)$$

gdje je  $\mu_i$  srednje vrijeme transmisije snopa klase usluge  $i$  a  $C$  kapacitet valnog kanala. Ukoliko se pretpostavi da nema optičkih spremnika te da je moguća potpuna konverzija valnih duljina, tada se vjerojatnost blokiranja može odrediti Erlang-B formulom [25]. Vjerojatnost blokiranja svake klase usluga ovisiti će o iznosu dodanog vremena odmaka, kao što je rečeno u prethodnom poglavlju. Također, rečeno je da izolacija klasa usluga ovisi o duljini snopa. Budući da se promatra Poissonov promet, tada kumulativna funkcije razdiobe duljine snopova za klasu 0 iznosi:

$$F_{L_0}(l) = 1 - e^{-\frac{l}{L_0}}. \quad (7-3)$$

Na slici 7-3 je prikazana krivulja gdje je vidljivo da vjerojatnost da snop bude veći od srednje vrijednosti brzo raste i već za odnos  $l/L_0 = 3$  dobiva se vrijednost  $F_{L_0}(3L_0) = 95,02\%$ .



Slika 7-3 Kumulativna funkcija razdiobe duljine snopa

Stupanj izolacije  $R_{1,0}$  klasa usluga 0 i 1 jednak je iznosu funkcije (7-3). Prema tome, da bi se postigao određeni stupanj izolacije, potrebno je da dodatno vrijeme odmaka za klasu usluge 1 ( $t_o^1$ ) iznosi:

$$t_o^1 = -\ln(1 - R_{1,0}) \cdot L_0. \quad (7-4)$$

Što se tiče vjerojatnosti blokiranja snopova koji pripadaju klasi usluge višeg prioriteta, ona poprima najmanju vrijednost kada je  $R_{1,0} = 1$  i jednaka je vrijednosti Erlang-B funkcije kada je ulazni promet jednaku prometu koji pripada klasi usluge 1 ( $P_{B,1}(k, A_1)$ , gdje je  $k$  broj valnih duljina na izlaznom linku). Gornja granica vjerojatnosti blokiranja dobije se kada je  $R_{1,0} = 0$  i ona je jednaka vrijednosti Erlang-B funkcije s ukupnim ulaznim prometom ( $P_B(k, A)$ ). S druge strane, najmanji iznos vjerojatnosti blokiranja za promet manjeg prioriteta je dobiven za slučaj kada je  $R_{1,0} = 0$ . Gornja



granica te vjerojatnosti se može dobiti pomoću zakona konzervacije [25] koji govori da sveukupna vjerojatnost blokiranja u mreži je neovisna od parametra  $R_{1,0} = 0$ . Ako se ulazni promet pojedinih klasa izraze kao dijelovi totalnog ulaznog prometa tada se ukupna vjerojatnost blokiranja može izraziti:

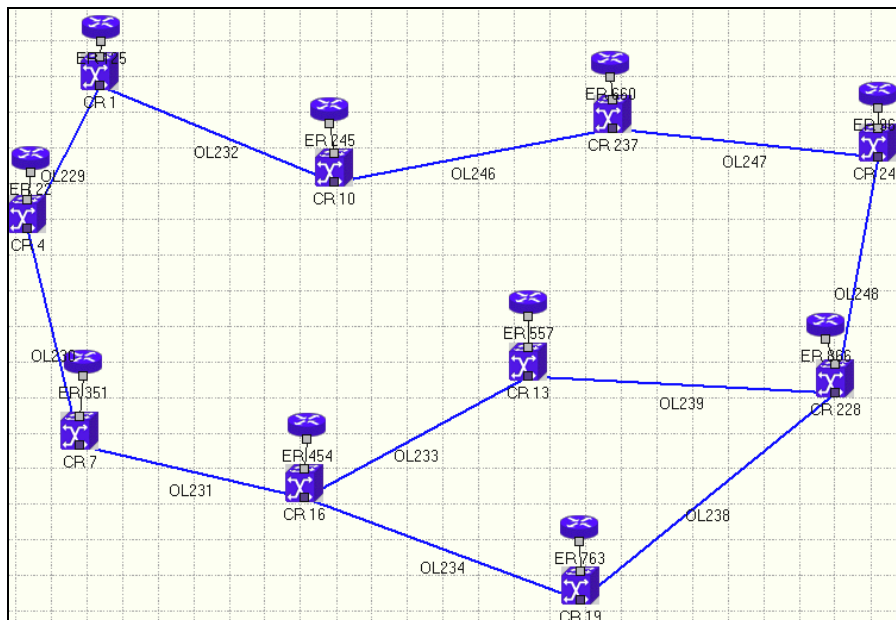
$$p_B = p_{B,1} \cdot \frac{A_1}{A} + p_{B,0} \cdot \frac{A_0}{A}, \quad (7-5)$$

gdje je  $p_B = P_B(k, A)$ . Da bi se konačno dobila gornja granica vjerojatnosti blokiranja, potrebno je u izrazu (7-5) vjerojatnost blokiranja više klase usluge,  $p_{B,1}$ , zamijeniti donjom granicom  $P_{B,1}(k, A_1)$ :

$$P_{B,0}^{\max} = \frac{A \cdot P_B(k, A) - A_1 \cdot P_{B,1}(k, A_1)}{A_0}. \quad (7-6)$$

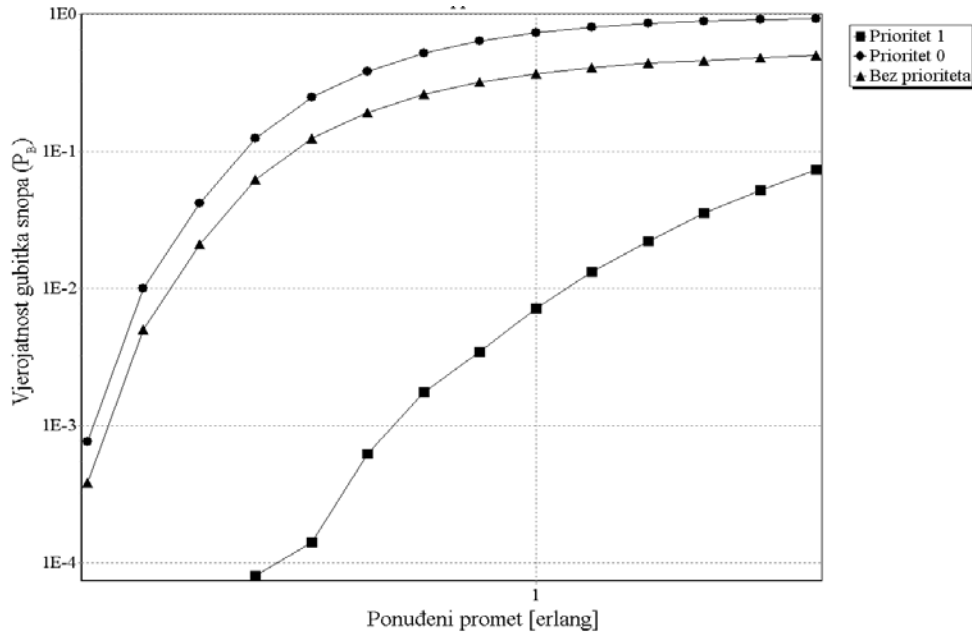
### 7.3 Analiza performansi

S ciljem verifikacije izložene analize, provedena je simulacija prethodno opisanog mehanizma u jednostavnoj mreži s dvije klase usluge prikazanoj na slici 7-4. Jezgri su međusobno povezani WDM optičkim linkovima s 8 valnih duljina od kojih je svaka kapaciteta 1 Gbit/s. Pojava sukoba se rješavan potpunom valnom konverzijom. Također, u mreži je generiran Poissonov promet u kojem se paketi obje klase pojavljuju s jednakom vjerojatnošću ( $\lambda_0 = \lambda_1$ ).



Slika 7-4 Izgled mreže korištene u simulaciji

Na slici 7-5 je prikazana vjerojatnost gubitka snopa ( $P_B$  – *Burst Loss Probability*) pojedinih klasa usluge te totalna vjerojatnost gubitka snopa u mreži bez obzira na tip prometa u odnosu na prometno opterećenje mreže.

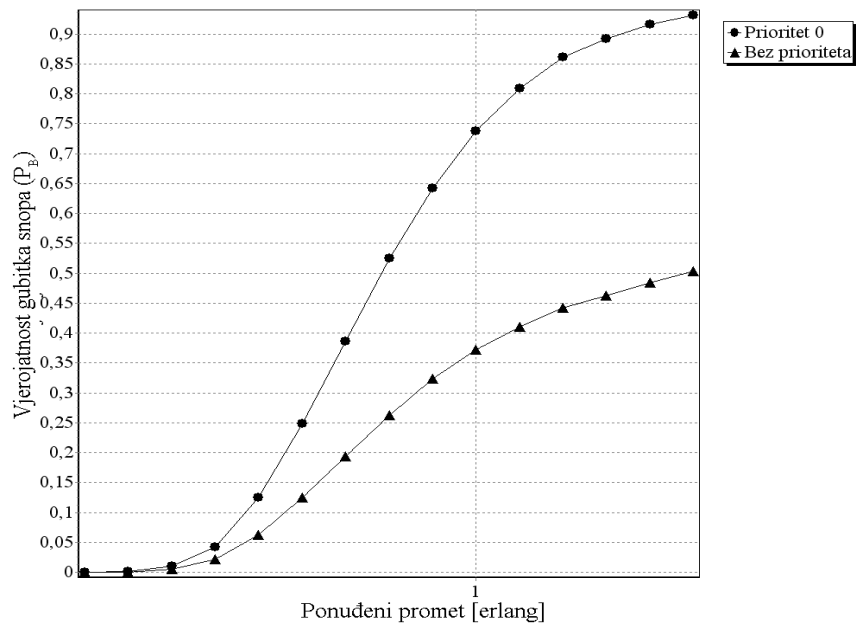


Slika 7-5 Vjerojatnost gubitka snopa ( $P_B$ ) u slučaju 95% izolacije klasa prometa

Vidljivo je da je  $P_B$  za promet višeg prioriteta (prioritet 1) je daleko bolji od  $P_B$  nižeg prioriteta (prioriteta 0) (vrijednost  $P_B$  za prioritet 1 je čak za nekoliko redova veličine manja od  $P_B$  prioriteta 0). Stoga, gornja granica vjerojatnosti gubitka snopova za promet prioriteta 0 prema (7-6) iznosi:

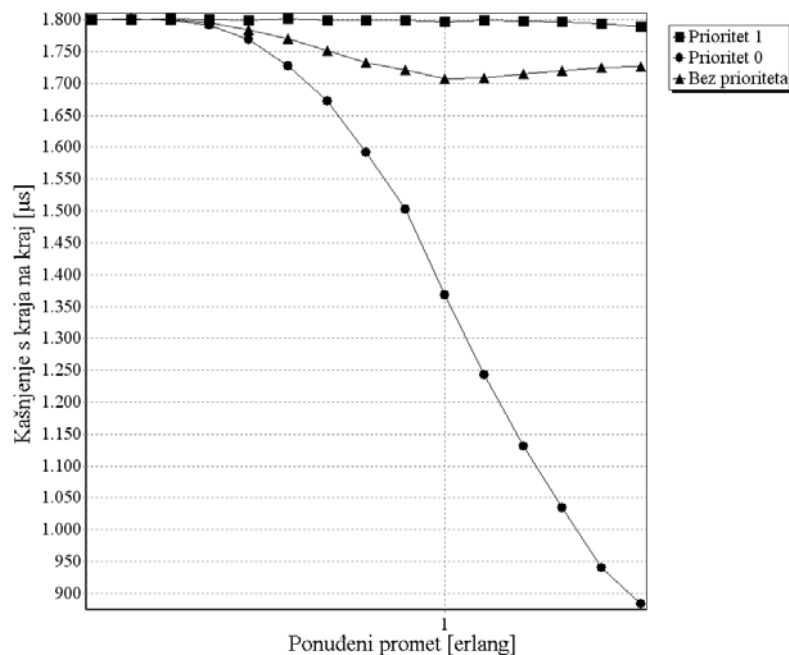
$$P_{B,0}^{\max} = \frac{A \cdot P_B(k, A) - \frac{A}{2} \cdot P_{B,1}(k, A/2)}{\frac{A}{2}} \approx 2 \cdot P_B(k, A), \quad (7-7)$$

tj.  $P_B$  prometa prioriteta 0 je jednak dvostrukoj vrijednosti totalnom  $P_B$  u mreži. Taj slučaj je i vidljiv u simulacijskim rezultatima na slici 7-6.



Slika 7-6 Vjerojatnost gubitka snopa ( $P_B$ ) ukupnog prometa i prometa prioriteta 0

Drugi parametar kvalitete usluge mjereno u simulaciji je kašnjenje s kraja na kraj (*End-To-End delay*). Rezultati su prikazani na slici 7-7.

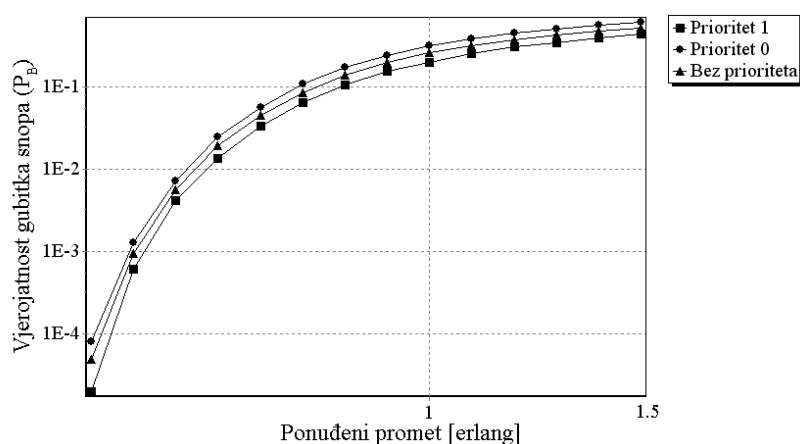


Slika 7-7 Kašnjenje s kraja na kraja u slučaju 95% izolacije klasa prometa

U području malog opterećenja mreže, kašnjenje s kraja na kraj podjednako je za obje klase prometa. Iako je promet višeg prioriteta dodatno zadržavan u samom izvoru, razlika u kašnjenju nije vidljiva. Razlog tome je što je srednja duljina snopa u vremenskom području dosta manja od

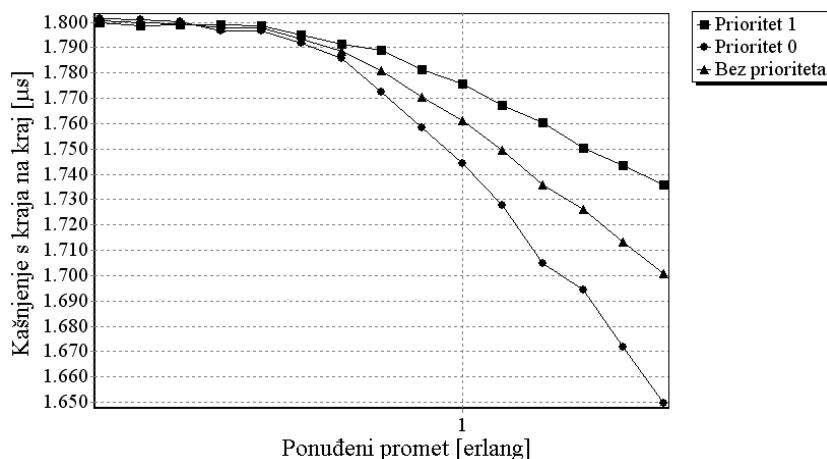
ukupnog propagacijskog kašnjenja s kraja na kraj (konkretno u simulaciji je srednja duljina snopa iznosila 80  $\mu\text{s}$  dok srednje propagacijsko kašnjenje je iznosilo oko 1000  $\mu\text{s}$  što je za red veličine veće od duljine snopa). Nadalje kako se prometno opterećenje povećava, kašnjenje s kraja na kraj prometa nižeg prioriteta postaje sve manje. Takvo ponašanje je objašnjivo činjenicom da je povećanjem opterećenja sav raspoloživi kapacitet zauzet od strane prometa višeg prioriteta te jedino snopovi čije je odredište relativno blizu se uspješno prenesenu. S druge strane, kašnjenje s kraja na kraj prometa višeg prioriteta ostaje relativno konstanto s povećanjem opterećenja zahvaljujući monopolizaciji kapaciteta u mreži.

Ukoliko se stupanj izolacije smanjuje dolazi do približavanja krivulja  $P_B$  za obje klase prometa što opravdava razmatranja o graničnim vrijednostima iznosa  $P_B$ . Na slici 7-8 je prikazan slučaj stupnja izolacije od 10%.



Slika 7-8 Vjerojatnost gubitka snopa ( $P_B$ ) u slučaju 10% izolacije klasa prometa

Slična situacija vrijedi i za kašnjenje s kraja na kraj prikazanog na slici 7-9, gdje vidljivo da kašnjenje opada s porastom opterećenja mreže bez obzira na prioritet prometa.



Slika 7-9 Kašnjenje s kraja na kraja u slučaju 10% izolacije klasa prometa

Konačni zaključak bi bio da implementacija kvalitete usluge u OBS mreži može dosta efikasno i jednostavno biti ostvarena pomoću modificiranog JET signalizacijskog protokola uvođenjem

dodatnog vremena odmaka. Pridjev "jednostavan" dolazi od činjenice da nije potrebno modificirati mehanizme rezervacije mrežnih resursa u jezgrenim usmjeriteljima čija kompleksnost je već dovoljno velika i dodatno opterećivanje kontrolnih procesora nije poželjno. Također, pogodnim mijenjanjem dodatnog vremena odmaka moguće je kontrolirati stupanj izolacije pojedinih klasa usluga te stupanj monopolizma u zauzeću mrežnih resursa od strane prometa višeg prioriteta. Jedina primjedba koja se u ovom trenutku može izreći vezana je uz to da se promet višeg prioriteta dodatno zadržava u izvorištu prije samog slanja u mrežu, što je loše ukoliko se radi o prometu visoke vremenske kritičnosti (kao što su video konferencije, itd.). Međutim, ta primjedba može biti zanemarena s obzirom na činjenicu da je ukupno propagacijsko kašnjenje daleko veće od dodatnog kašnjenja unesenog u izvorištu. Ako bi propagacijsko kašnjenje bilo relativno malo, iznos dodatnog kašnjenja, koje u optičkoj mreži kapaciteta valnog kanala 10 Gbit/s iznosi nekoliko desetina  $\mu$ s, dosta je manje od maksimalnog dozvoljenog kašnjenja u današnjim glasovnim i video komunikacijama (koje iznosi nekoliko stotina ms). S druge strane, kašnjenje s kraja na kraj prometa višeg prioriteta je relativno konstanto u odnosu na prometna opterećenja mreže što predstavlja dobru osobinu ovog mehanizma jer je izbjegnuto kolebanje kašnjenja (*jitter*), bitnog parametra u prijenosu vremenski kritičnog prometa.

## Poglavlje 8

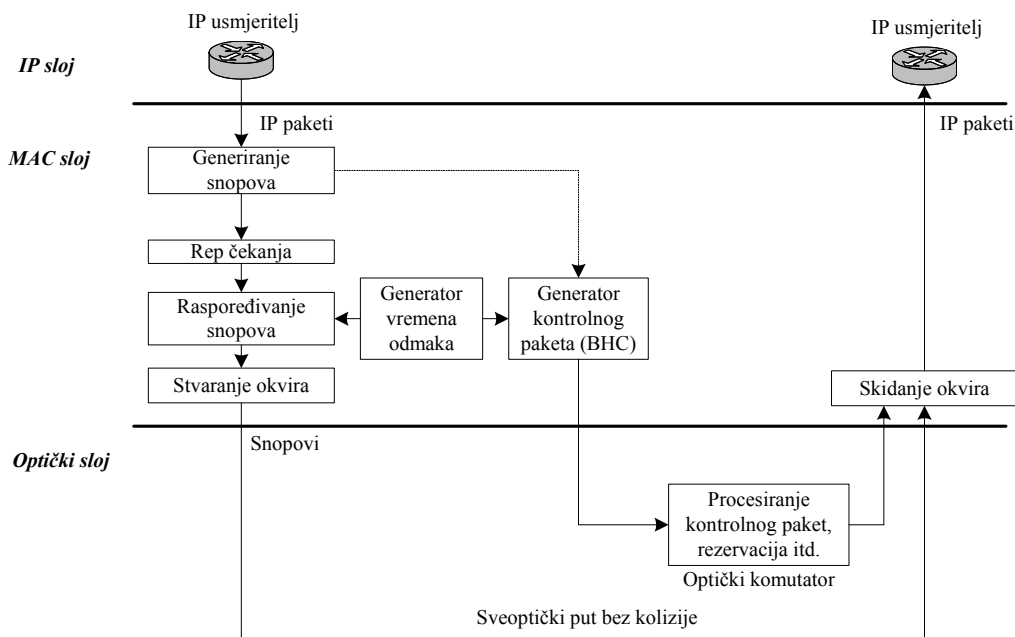
# Generiranje snopova i prometne karakteristike

Jedan od bitnih problema na koji je potrebno obratiti pažnju je način kreiranja snopova u rubnim usmjeriteljima jer on može dosta utjecati na performanse cijele mreže. Istraživanja su pokazala da je Internet promet po svojoj prirodi usnopljen, tj. ima osobinu samosličnosti. Stupanj samosličnosti prometa može služiti kao indikacija pogodnosti tog prometa za prijenos preko određenog tipa mreže, u ovom slučaju OBS mreže. Također, potrebno je vidjeti kako kreiranje snopova utiče na stupanj samosličnosti ulaznog prometa jer je poznato što je koeficijent samosličnosti manji, to se postiže veća propusnost u mreži.

Na formiranje snopa utiču i drugi parametri. Jedan od njih je duljina snopa. Snopovi moraju biti dulji od minimalne duljine, koja je definirana kapacitetom kontrolnog kanala. Ako kontrolni kanal nije slobodan za slanje kontrolnog paketa onda i snop ne može biti poslan. Ako bi pak u rubni usmjeritelj brzina dolaska paketa bila relativno mala, onda bi morali čekati "dosta" dugo kako bi snop postigao minimalnu duljinu. To bi unosilo veliko kašnjenje za prvi paket koji je stigao u rubni usmjeritelj. Veličina snopa utječe na vjerojatnost blokiranja snopova tj. gubitka paketa u OBS mrežama. Ako se koriste veliki snopovi, onda je potreban relativno mali broj snopova za slanje određenog broja paketa. Ali, u tom slučaju, kod pojave sukoba (*contentions*), koji nisu česti zbog toga što je broj snopova relativno mali, veliki broj paketa je izgubljen, pa se prema tome povećava vjerojatnost gubitka paketa. S druge strane, ako se koriste mali snopovi, tada je potreban veliki broj snopova za prijenos određenog broja paketa. U ovom slučaju, broj sukoba (*contentions*) je velik pa i time je vjerojatnost gubitka paketa velika. QoS u OBS mrežama također ovisi o mehanizmima kreiranja snopova. Iz ovih primjera vidi se da je potrebno voditi dosta računa o načinu formiranja snopova u rubnim usmjeriteljima.

### 8.1 Protokolni sloj

Za implementaciju OBS mreže potrebno je razviti dodatni protokolni sloj koji bi obavljao tu funkciju, tj. bio odgovoran za kreiranje snopova. U slučaju da se radi o implementaciji IP na OBS mrežu, potreban je OBS MAC (*Medium Access Layer*) sloj koji bi implementirao te funkcije [2]. Na slici 8-1 dan je funkcijski dijagram koji pokazuje što bi OBS MAC sloj trebao obavljati.



Slika 8-1 MAC međusloj između IP sloja i OBS optičkog sloja

Prema tome, funkcije koje bi trebao obavljati OBS MAC sloj su:

1. stvaranje snopova od IP paketa te prosljeđivanje generiranog snopa u rep čekanja,
2. kada se u repu nalazi snop spreman za slanje, šalje se kontrolni paket te određuje se vrijeme odmaka prema nekom mehanizmu,
3. slanje snopa nakon isteka vremena odmaka za taj snop.

## 8.2 Algoritmi kreiranja snopova

Istraživanja na području kreiranja snopova [11] su pokazala da jednostavni algoritmi za kreiranje snopova mogu smanjiti stupanj samosličnosti. Ti algoritmi su bazirani na sljedećim pravilima:

- paketi koji dolaze u rubni usmjeritelj stavljeni su u rep čekanja ovisno o njihovoj odredišnoj adresi,
- kada je prvi paket stavljen u rep čekanja onda je pokrenut odgovarajući vremenski mjerac za taj rep,
- kada vremenski mjerac dosegne određeni vremenski prag (*time threshold*) onda se svi paketi jednog repa čekanja šalju na podatkovni kanal i na taj način je formiran snop. Prije slanja snopa šalje se kontrolni paket je poslan kontrolnim kanalom. Na kraju slanja, vremenski mjerac se postavlja na 0,
- ako snop nije dovoljno dugačak u trenutku kada vremenski mjerac dosegne graničnu vrijednost, onda se dodaju dodatni paketi (*padding*) kako bi se postigla minimalna duljina snopa.

Prethodno opisana metoda zadovoljava zahtjeve na minimalnu duljinu snopa a također posjeduje gornju granicu za unošenje kašnjenja prilikom formiranja paketa (to je ostvareno pomoću vremenskog mehanizma). Simulacijama je pokazano da je smanjen stupanj samosličnosti (on je definiran s tzv. *Hurstovim* parametrom) prometa. Ta redukcija je obrnuto proporcionalna vremenskom pragu.

U principu, algoritmi za kreiranje snopova mogu se podijeliti u dvije skupine:

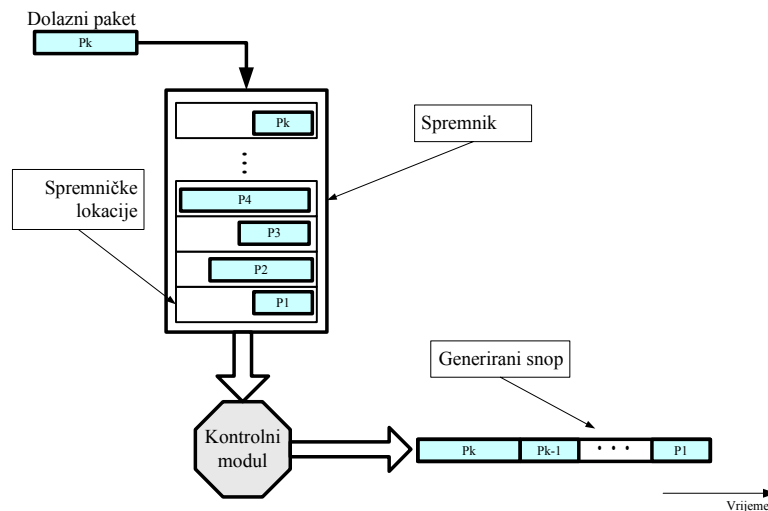
- *vremenski bazirani algoritmi (time-based)*

U ovim algoritmima, snop se kreira i šalje u mrežu u periodičkim vremenskim razmacima, što implicira da će snopovi sadržavati varijabilni broj paketa.

- *algoritmi bazirani na pragu odluke (thresh-hold)*

U ovim algoritmima, snop se kreira i šalje u mrežu kada broj paketa dosegne određeni prag (*threshold*), što implicira da će svi snopovi sadržavati isti broj paketa.

Sustav za kreiranje snopova može se opisati jednostavnim modelom spremnika, koji radi na principu stoga (FIFO), i kontrolnog modula koji vrši kreiranje snopova na osnovu sadržaja spremnika. Izgled tog sustava je prikazan na slici 8-2.



Slika 8-2 Sustav generiranja snopova

Dva parametra predstavljaju ključ u generiranju snopova a to su:

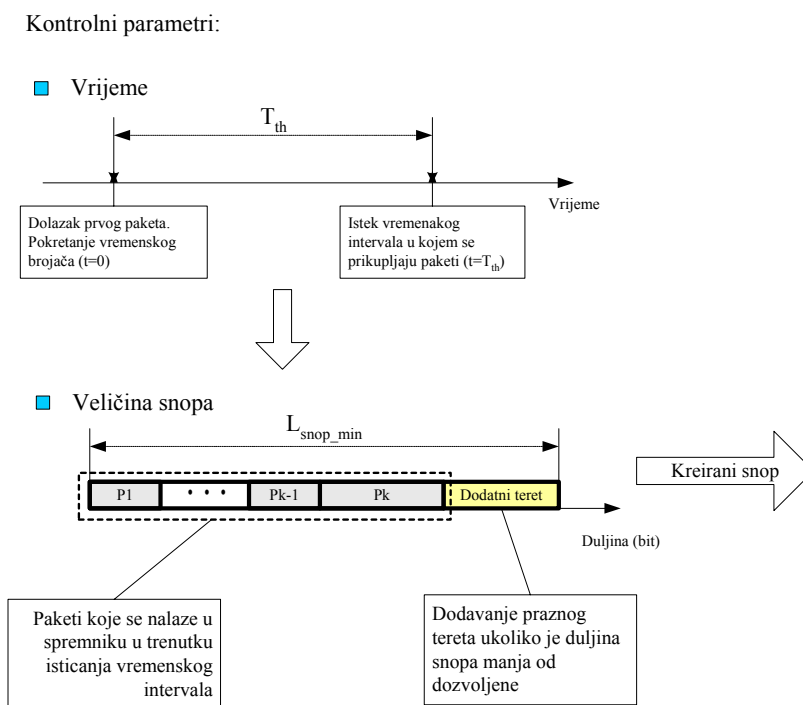
- vremenski interval u kojem se prikupljaju paketi koji će činiti snop i
- veličina snopa.

Prema načinu korištenja ta dva parametra u kreiranju snopova stvoreni su različiti algoritmi koji će biti opisani u sljedećim poglavljima.



## 8.2.1 Algoritam FTMBL

Kao što samo ime govori (*FTMBL-Fixed Time Minimal Burst Length*), u ovom se algoritmu kod kreiranja snopova koristi fiksni vremenski interval u kojem se prikupljaju paketi kao primarni kriterij a kao dodatni kriterij zadaje se uvjet da duljina snopa ne smije biti manja od neke prethodno definirane vrijednosti (slika 8-3).



Slika 8-3 Kontrolni mehanizmi koji se koriste u FTMBL algoritmu

Pseudo kod algoritama je dan u ispisu 9-1.

### Ispis 8-1 Pseudo kod algoritma FTMBL

#### Inicijalizacija:

Postavljanje veličine vremenskog prozora  $T_{th}$  i minimalne duljine snopa  $L_{snop\_min}$  tako da vrijedi  $L_{snop\_min} < T_{th} \times \lambda$ , gdje je  $\lambda$  prosječni prometni intenzitet. Neka je  $s$   $p_k(t)$  označena ukupna veličina paketa koji se nalaze u trenutku  $t$  u spremniku, gdje  $k$  označava redni broj snopa. U trenutku pokretanja vremenskog mjerača spremnik je prazan ( $p_k(0) = 0$ ).

#### Korak 1:

Ukoliko je spremnik prazan u trenutku dolaska novog paketa, pokrenuti vremenski mjerač koji nakon isteka vremenskog intervala  $T_{th}$  signalizira trenutak u kojem je potrebno poslati snop.

#### Korak 2:

---

Trenutak isteka vremenskog intervala ( $t=T_{th}$ ):

Ako je  $p_k(t) \geq L_{snop\_min}$

Kreiraj snop  $k$  od postojećih paketa u spremniku i pošalji ga u mrežu;

Ako je  $p_k(t) < L_{snop\_min}$

Kreiraj snop  $k$  od postojećih paketa u repu i povećaj veličinu snopa do minimalne vrijednosti ( $L_{snop\_min}$ ) dodavanjem praznog tereta (*padding*) te pošalji snop u mrežu.

**Korak 3:**

Povećaj redni broj snopova  $k$  za jedan i idi na korak 1.

---

## 8.2.2 Algoritam MTMMBL

Kako bi se izbjeglo stvaranje velikog kašnjenja paketa koje je moguće u prethodnom algoritmu, uveden je dodatni kriterij u kreiranju snopa i njegovog slanja u mrežu. Dodatni kriterij odnosi se na parametar koji određuje maksimalnu veličinu ( $L_{snop\_max}$  izraženu u bitovima) koju snop smije imati te ukoliko je ta veličina dosegnuta u procesu skupljanja paketa, snop se oformi i šalje u mrežu bez obzira na vremenski prag. Novi algoritam, koji je na osnovu karakteristika dobio naziv MTMMBL – *Maximal Time Minimal Maximal Burst Length*, je dan u ispisu 8-2.

*Ispis 8-2 Pseudo kod MTMMBL algoritama*

---

**Inicijalizacija:**

Potrebno je definirati maksimalnu ( $L_{snop\_max}$ ) i minimalnu duljinu snopa ( $L_{snop\_min}$ ) te vremenski prag na način da vrijedi  $L_{snop\_min} < T_{th} \times \lambda < L_{snop\_max}$ , gdje je  $\lambda$  prosječni paketski prometni intenzitet. Neka  $p_k(t)$  predstavlja ukupnu veličina paketa koji se nalaze u spremniku u trenutku  $t$  a pripadaju budućem snopu  $k$ . Za razliku od algoritma *FTMBL*  $p_k(0)$  ne mora biti jednako nuli zbog mogućih ostataka ukoliko je prethodni snop ( $k-1$ ) bio veći od  $L_{snop\_max}$ .

**Korak 1:**

Ukoliko spremnik nije prazan ili je novi paket stigao u spremnik, postaviti vremenski mjerač na inicijalnu (nultu) vrijednost ( $t=0$ ).

Ako je  $p_k(t) \geq L_{snop\_max}$

Idi na korak 2;

Ako je  $t \geq T_{th}$  tada radi

Ako je  $p_k(t) < L_{snop\_min}$

Kreiraj snop  $k$  od postojećih paketa u repu i povećaj veličinu snopa do minimalne vrijednosti ( $L_{snop\_min}$ ) dodavanjem praznog tereta (*padding*) te pošalji snop u mrežu.

Ako je  $p_k(t) \geq L_{snop\_min}$

Kreiraj snop  $k$  od postojećih paketa u repu i pošalji ga u mrežu

---

---

Povećaj redni broj  $k$  kreiranih snopova

**Korak 2:**

Sve dok je ukupna veličina paketa u spremniku veća od  $L_{snop\_max}$

Kreiraj snop od paketa u spremniku tako da veličina snopa ne prelazi granicu  $L_{snop\_max}$  i pošalji ga u mrežu. Povećaj redni broj  $k$  kreiranih snopova.

**Korak 3:**

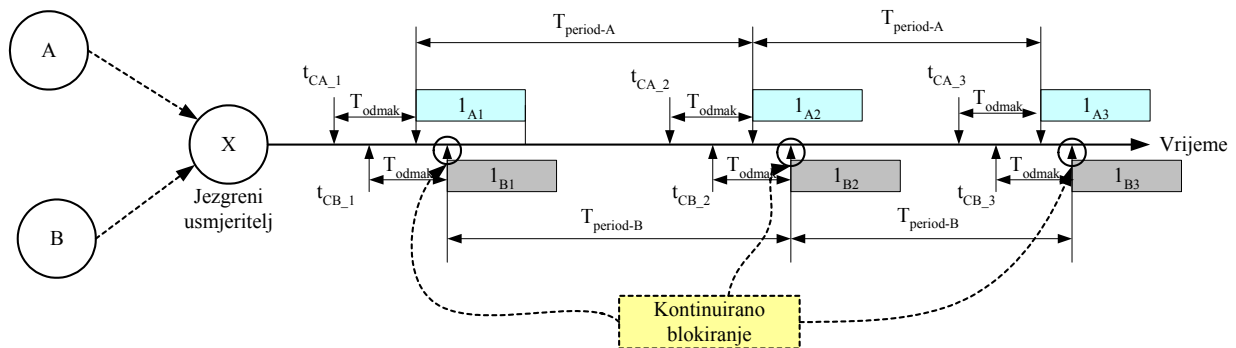
Idi na korak 1.

---

Potrebno je zapaziti da ako je vrijeme  $T_{th}$  relativno malo u odnosu na maksimalnu veličinu snopa ( $L_{snop\_max}$ ) tada snop nikad neće doseći postavljenu gornju granicu te ovaj algoritam u tim slučajevima postaje jednak algoritmu FTMBL. Na taj način može se reći da je algoritam FTMBL specijalan slučaj MTMMBL algoritma tj. kada je  $T \times \lambda \ll L_{snop\_max}$ .

### 8.2.3 Adaptivni algoritam

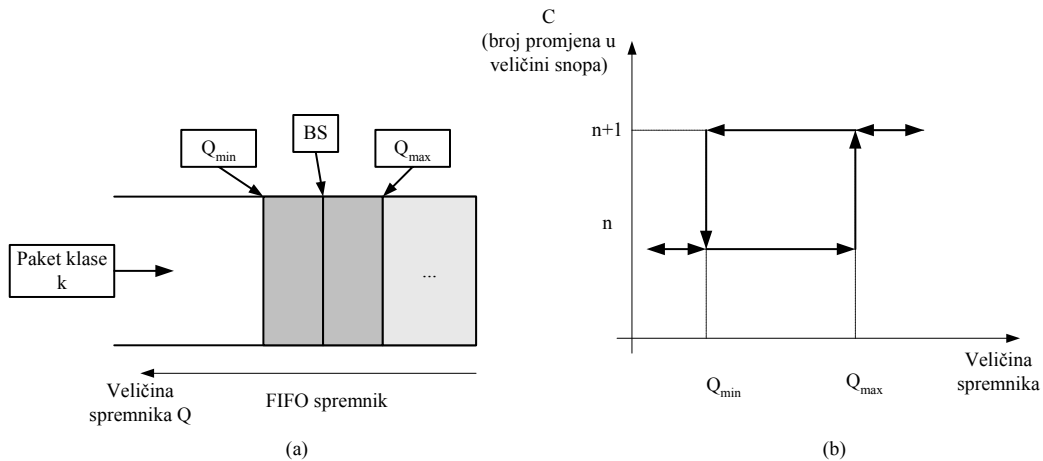
Algoritmi za kreiranje snopova koji kao okidač koriste vremenski prag i veličinu snopa pokazuju loše karakteristike u pogledu iskoristivosti raspoloživog kapaciteta u mreži zbog toga što nisu prilagođene na fluktuacije karakteristika ulaznog prometa. Takvi algoritmi mogu čak izazvati i kontinuirano blokiranje u jezgrenim usmjeriteljima kao što je pokazano na slici 8-4.



Slika 8-4 Slučaj kontinuiranog blokiranja snopova u slučaju algoritma koji koriste vremenski prag

Ukoliko se pretpostavi da čvorovi A i B koriste isti vremenski prag kod kreiranja snopova ( $T_{period\_A} = T_{period\_B}$ ) tada će kontrolni paketi koji dolaze iz čvorova A i B biti kontinuirano u sukobu ukoliko vrijeme odmaka fiksno.

Adaptivni algoritam pomoću karakteristika krivulje histereze rješava problem kontinuiranog blokiranja, minimizira operativne funkcije vremenskog mjerača te maksimizira iskoristivost raspoloživog kapaciteta. Na slici 8-5 je prikazan FIFO spremnik (a) za pojedinu klasu usluge te krivulja histereze tranzicija (b) za dotični spremnik.

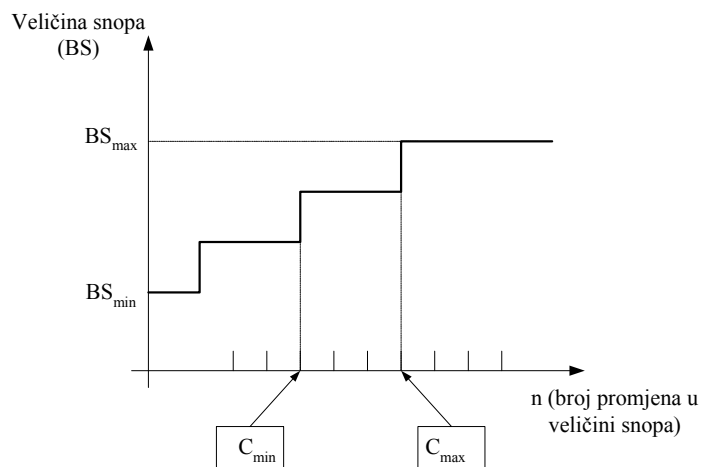


Slika 8-5 FIFO spremnik (a) i krivulja histereze tranzicija (b)

Granične vrijednosti  $Q_{min}$  i  $Q_{max}$  predstavljaju prijelazne uvjete kod kojih se dešava povećanje (smanjenje) broja tranzicija u veličini snopa (*BS-Burst Size*). Kako bi se izbjegla velika frekvencija promjena u veličini snopa kada se koristi jedan prag, uvedena je tranzicijska krivulja u obliku histereze koja uvodi redundanciju u broju prijelaza. Na taj način broj prijelaza se mijenja prema vrijednostima  $Q_{min}$  i  $Q_{max}$ .

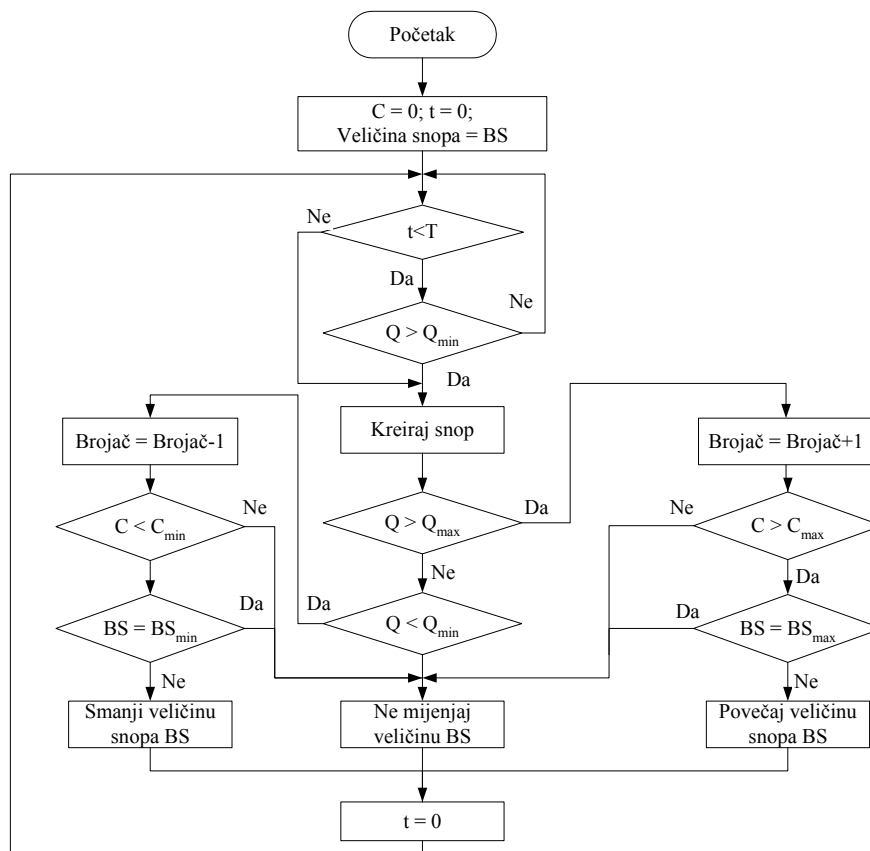
Kako bi se očuvao zapis o ulaznom intenzitetu prometa, veličinu snopa je potrebno prilagođavati sinkrono. Veličina snopa (BS) je određena diskretno ili kontinuirano. Kako bi se smanjila opterećenost kontrolnog modula koji je odgovaran za kreiranje snopova, implementiran je diskretni pristup određivanja veličine snopa baziran na krivulji histereze.

Na slici 8-6 je prikazana krivulja sheme diskretne promjene veličine snopa. U procesu promjene veličine snopa nalazi se nekoliko stabilnih stanja. Ako broj prijelaza pređe gornju granicu, veličina snopa je povećana za jediničnu vrijednost. Ako, pak, broj prijelaza padne ispod donje granice tada je veličina snopa smanjena za jediničnu vrijednost. Ovakva shema omogućava manje varijacije u veličini snopa i manji procesirajući teret kontrolnog modula.



Slika 8-6 Shema diskretne promjene veličine snopa

Na slici 8-7 je prikazan dijagram toka adaptivnog algoritma.



Slika 8-7 Dijagram toka adaptivnog algoritma kreiranja snopova

Dijagram na slici 8-7 može biti ukratko opisan na sljedeći način:

- Vremenski brojač pokreće se kada stigne prvi paket u spremnik. Ako vremenski brojač dosegne graničnu vrijednost  $T$  ili pak broj paketa u spremniku dosegne graničnu vrijednost  $Q_{min}$ , snop se kreira i šalje u mrežu.
- Ako je veličina spremnika veća od  $Q_{max}$  brojač prijelaza  $C$  se povećava za 1. Ukoliko je taj broj manji od  $Q_{min}$  brojač  $C$  se smanjuje za 1.
- Vrijednost brojača prijelaza uspoređuje se s graničnim vrijednostima i ukoliko se ta vrijednost nalazi izvan intervala  $[C_{min}, C_{max}]$  dolazi do promjene veličine snopa za predefimirani korak kao što je pokazano na slici 8-6.

Adaptivni algoritam generira snopove čije veličine su prilagođene ulaznom prometu te time omogućuje bolju iskoristivost kapaciteta.

## 8.3 Analiza prometa nastalog kreiranjem snopova

Da bi se izvršili analitički proračuni performansi mreže, potrebno je odrediti statističke karakteristike prometa koji se nalazi u OBS mreži a koji je nastao grupiranjem (usnopljavanjem) paketa u rubnim usmjeriteljima pomoću algoritma opisanim u prethodnim poglavljima.

Prometna analiza bit će podijeljena u dva dijela ovisno o intenzitetu prometa koji se pojavljuje na ulazima u rubne usmjeritelje. Ta dva scenarija su sljedeća:

- scenarij s beskonačnim kapacitetom linkova, tj. ulazno prometno opterećenje je relativno malo u odnosu na raspoloživi kapacitet  $i$
- scenarij s malim kapacitetom linkova, tj. ulazno prometno opterećenje je približno jednako maksimalnom opterećenju koje mogu podnijeti optički transmisijski linkovi.

Analiza izlaznog prometa bit će provedena uz pretpostavku da su međudolazna vremena paketa eksponencijalno raspodijeljena tj. ulazni promet je Poissonov.

### 8.3.1 Scenarij s beskonačnim kapacitetom linkova

U ovom scenariju prometno je opterećenje transmisijskih linkova relativno malo (zanemarivo) u odnosu na kapacitet koji pružaju optički linkovi.

Dolazni tok paketa u rubni usmjeritelj čine brojni tokovi iz različitih nezavisnih izvora. Analizom je pokazano da ukoliko broj izvora postaje jako velik, ulazni promet poprima karakteristike Poissonovog prometa [48]. Vrijeme u kojem se prikupljaju paketi može se promatrati kao kratki vremenski interval u kojem je Poissonov promet korišten kao model ulaznog prometa.

U mreži s beskonačnim kapacitetom transmisijskih linkova vrijeme transmisije paketa je zanemarivo malo u odnosu na međudolazna vremena paketa te se stoga svaki dolazak paketa može smatrati kao jedna točka na vremenskoj osi. To navodi na korištenje jednostavnog točkovnog Poissonovog procesa (*Simple Poisson Point Process*) u modeliranju ulaznog prometa. U tom slučaju vrijede pretpostavke:

- dolazak paketa se nikad neće dogoditi u istom trenutku  $i$
- svi dolasci paketa su nezavisni.

Daljnja analiza bit će podijeljena na dva dijela ovisno o distribuciji veličine paketa.

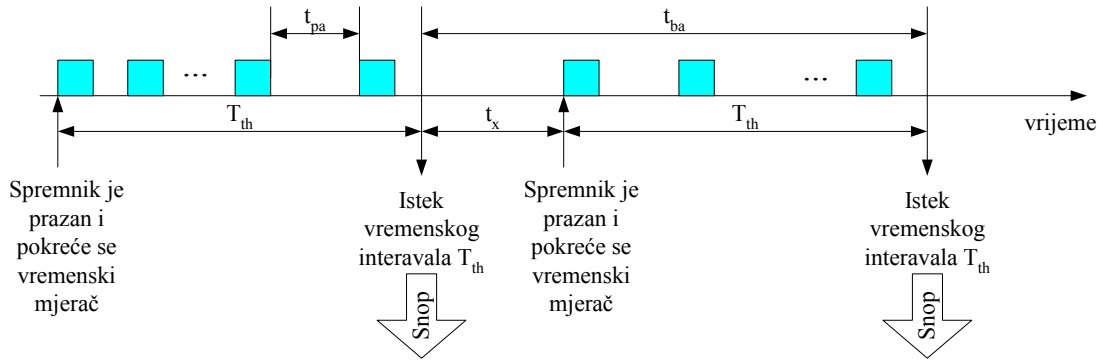
#### **Poissonov promet s fiksnom duljinom paketa**

Duljina paketa u ovom slučaju je fiksna i jednaka  $L_{paket}$  a međudolazno vrijeme paketa je opisano slučajnom varijablom  $T_{pa}$  koja ima eksponencijalnu razdiobu:

$$f_{T_{pa}}(t_{pa}) = \lambda e^{-\lambda t_{pa}} \quad (8-1)$$

gdje je  $\lambda$  intenzitet dolazaka paketa (srednja vrijednost međudolaznih vremena je  $\bar{T}_{pa} = 1/\lambda$ ).

Ukoliko se u procesu generiranja snopova koristi algoritam *FTMBL*, tada je međudolazno vrijeme snopova ( $t_{ba}$ ) raspodijeljeno eksponencijalno kao što su i međudolazna vremena paketa jer pokretanje vremenskog mjerača događa u trenutcima dolaska novog paketa u prazni spremnik (slika 8-8).



$t_{ba} = T_{th} + t_x$ , gdje je  $t_x$  raspodijeljen po eksponencijanoj razdiobi

Slika 8-8 Raspodjela međudolaznih vremena snopova u slučaju *FTMBL* algoritma

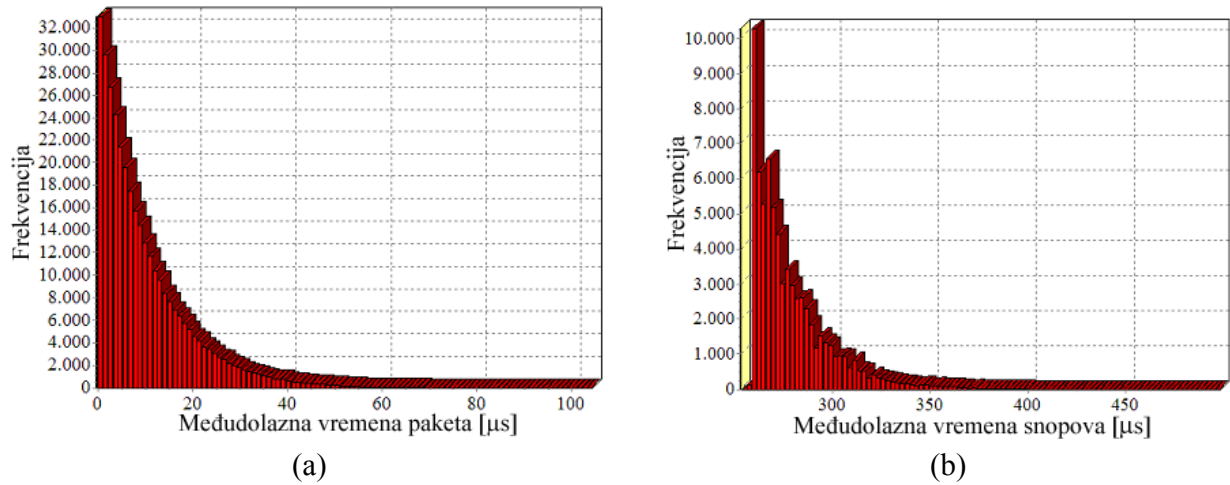
Međutim, međudolazna vremena snopova mogu se smatrati konstantnim ukoliko je  $T_{th} \gg \bar{T}_{pa}$ . Na slici 8-9 je prikazana razdioba međudolaznih vremena paketa (a) i snopova (b) dobivena simulacijom *FTMBL* algoritma.

Veličina snopa ovisi o broju paketa koji stignu u rubni usmjeritelj u vremenskom intervalu  $T_{th}$ . Vjerojatnost da je  $n$  paketa stiglo u usmjeritelj u intervalu  $T_{th}$  iznosi:

$$P\{n_i = n\} = P\{n \text{ paketa je stiglo u vremenskom intervalu } T_{th}\} = \frac{(\lambda T_{th})^{n-1} e^{-\lambda T_{th}}}{(n-1)!}. \quad (8-2)$$

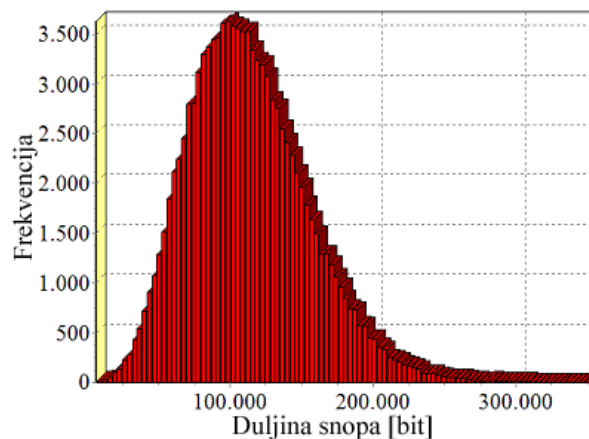
Razdioba slučajne varijable  $L_b$  koja predstavlja duljinu snopa može se dobiti na osnovu relacije (8-2):

$$f_{L_b}(l_b) = P\{n \times q = l_b\} = P\{n = l_b / q\} = \frac{(\lambda T_{th})^{l_b/q - 1} e^{-\lambda T_{th}}}{(l_b/q - 1)!}. \quad (8-3)$$



Slika 8-9 Razdioba međudolaznih vremena paketa (a) i snopova (b) dobivenih FTMBL algoritmom

Sa slike 8-10, na kojoj je prikazana razdioba duljine snopova dobivene računalnom simulacijom, je vidljivo da izraz (8-3) dobro opisuje stvarno ponašanje duljine snopova u mreži ukoliko se primjenjuje FTMBL algoritam.



Slika 8-10 Razdioba duljine snopova dobivenih FTMBL algoritmom

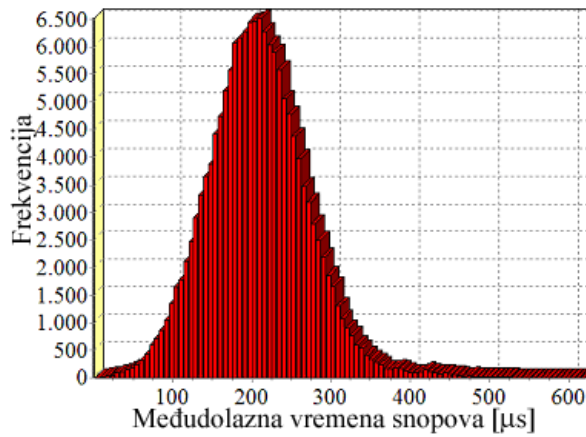
Ukoliko se koristiti *MTMMBL* algoritam tada će duljina snopova nalaziti unutar intervala  $[L_{burst\_min}, L_{burst\_max}]$ . Ako se izabere vremenski prag  $T_{th}$  takav da vrijedi  $T_{th} \gg L_{burst\_max} / L_{packet}$  ili ako je  $L_{burst\_min} \approx L_{burst\_max}$  tada će veličina snopa biti približno jednaka maksimalnoj veličini snopa tj.  $l_b \approx L_{burst\_max}$ . Prema tome, snop će poprimiti vrijednosti iz dosta uskog intervala mogućih veličina. Stoga, u slučaju *MTMMBL* algoritma je zanimljivo promatrati ponašanje međudolaznih vremena snopova.

Ukoliko se pretpostavi konstantna duljina snopa  $L_{snop\_max}$  međudolazna vremena snopova se mogu opisati slučajnom varijablom  $T_{ba}$  sljedeće razdiobe:



$$\begin{aligned}
f_{T_{ba}}(t_{ba}) &= P\{t_{ba} = T_{th}\} = P\left\{\sum_{m=1}^{n_i} t_{pa} = T_{th}\right\} = \\
&= P\left\{\sum_{m=1}^{L_{burst\_max}/L_{paket}} t_{pa} = T_{th}\right\} = \\
&= \frac{(\lambda T_{th})^{L_{burst\_max}/L_{paket}-1}}{(L_{burst\_max}/L_{paket} - 1)!} e^{-\lambda T_{th}}.
\end{aligned} \tag{8-4}$$

Računalnom simulacijom (slika 8-11) potvrđena je ispravnost izraza (8-4).



Slika 8-11 Razdioba međudolaznih vremena snopova dobivenih MTMMBL algoritmom

Na osnovu prethodnih razmatranja moguće je reći da algoritam *FTMBL* oblikuje ulazni Poissonov promet u usnopljen promet s konstantnim međudolaznim vremenima ( $T_{th}$ ) i snopovima čija se duljina ravna po razdiobi (8-3). S druge strane, algoritma *MTMMBL* kreira usnopljeni promet čiji snopovi su približno konstantne veličine ( $L_{snop\_max}$ ) a međudolazna vremena se ravnaju po razdiobi (8-4).

Obje slučajne varijable ( $L_b$  i  $T_{ba}$ ) nastale su kao sume međusobno nezavisnih slučajnih varijabli koji imaju istu razdiobu. Prema centralnom graničnom teoremu [25] razdiobe tih varijabli će poprimiti oblik Gaussove razdiobe ukoliko veličina snopa raste. Također, kako se broj paketa koji čine snop povećava, to se i veličina snopa približava srednjoj vrijednosti:

$$L_{snop} = L_{paket} \times T_{th} \times \lambda, \tag{8-5}$$

koja vrijedi za *FTMBL* algoritam a dok za *MTMMBL* algoritam međudolazno vrijeme će dostići srednju vrijednost:

$$\bar{T}_{ba} = \frac{1}{\lambda} \frac{L_{snop\_max}}{L_{paket}} = T_{pa} \frac{L_{snop\_max}}{L_{paket}}. \tag{8-6}$$

## Poissonov promet s varijabilnom duljinom paketa

Ukoliko je ulazni promet Poissonov s varijabilnom duljinom paketa koja se vlada po eksponencijalnoj razdiobi, rezultanti promet dobiven iz rubnog usmjeritelja je dosta sličan prometu koji je dobiven s fiksnom duljinom paketa.

Neka je ulazni promet ima razdiobu međudolaznih vremena jednaku (8-1) a neka se duljine paketa ravnaju po eksponencijalnoj razdiobi:

$$f_{L_p}(l_p) = \frac{1}{\bar{L}_p} e^{-\frac{l_p}{\bar{L}_p}}, \quad (8-7)$$

gdje je  $\bar{L}_p = L_{paket}$  srednja duljina paketa i standardna varijanca slučajne varijable  $L_p$ .

Razdioba međudolaznih vremena snopova u slučaju algoritma MTMMBL može se odrediti na sljedeći način:

$$\begin{aligned} f_{T_{ba}}(t_{ba}) &= P \left\{ \sum_{i=1}^{n_k} t_{pa,i} = t_{ba} \right\} = \\ &= \sum_{n=1}^{\infty} P \left\{ \sum_{i=1}^{n_k} t_{pa,i} = t_{ba} \mid n_k = n \right\} P \{ n_k = n \} = \\ &= \sum_{n=1}^{\infty} \frac{(\lambda t_{ba})^{n-1}}{(n-1)!} e^{-\lambda t_{ba}} \cdot \frac{(L_{snop\_max}/L_{paket})^{n-1}}{(n-1)!} e^{-L_{snop\_max}/L_{paket}} = \\ &= e^{-\lambda t_{ba}} \cdot \left[ e^{-L_{snop\_max}/L_{paket}} \sum_{n=0}^{\infty} \frac{(L_{paket} L_{snop\_max})^n t_{ba}^n}{n!} \right]. \end{aligned} \quad (8-8)$$

Kako bi se posljednji izraz mogao analizirati potrebno je funkciju  $f_{T_{ba}}(t_{ba})$  ograničiti s donje i gornje strane:

$$\frac{1}{2} e^{-L_{paket}/L_{snop\_max}} \cdot e^{-\lambda t_{ba} + \sqrt{\lambda t_{ba} L_{paket}/L_{snop\_max}}} < f(t_{ba}) < C \cdot e^{-L_{paket}/L_{snop\_max}} \cdot e^{-\lambda t_{ba} + \sqrt{\lambda t_{ba} L_{paket}/L_{snop\_max}}}, \quad (8-9)$$

gdje je  $C > 1$  konstanta. Iz relacije (8-9) je vidljivo da ukoliko je iznos međudolaznog vremena  $t_{ba}$  mali, distribucija će biti veća od eksponencijalne zbog dodatnog parametra  $\sqrt{\lambda t_{ba} L_{paket}/L_{snop\_max}}$ . Ukoliko međudolazno vrijeme postane veliko tada distribucija poprima oblik eksponencijalnog repa. Stoga, moguće je reći da će usnopljavanje ulaznog SRD (*Short Range Dependent*) prometa, kao što je Poissonov, rezultirati prometom koji se ravna po Gaussovoj distribuciji.

Ovaj problem može biti promatran i s druge strane. Ako je broj paketa koji čine snop fiksna, tada će slučajna varijabla  $T_{ba}$ , koja opisuje međudolazna vremena snopova, biti jednaka sumi fiksnog broja slučajnih varijabli koje opisuju međudolazna vremena paketa  $T_p$ :

$$T_{ba} = \sum_{i=0}^n T_{p,i}. \quad (8-10)$$

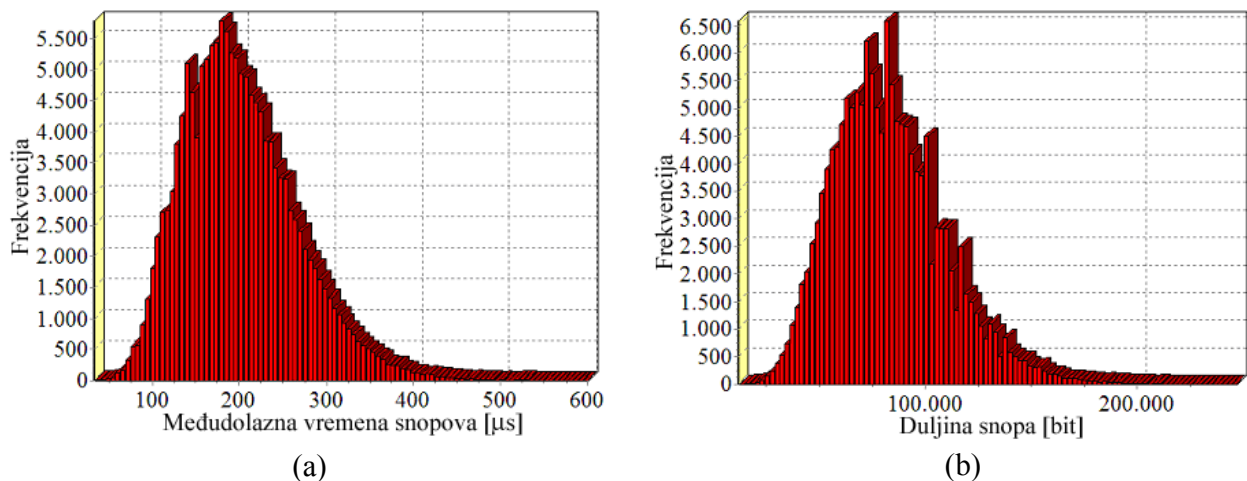
S druge strane broj paketa  $n$  koji učestvuju u kreiranju snopa je određen razdiobom slučajne varijable duljine paketa  $L_p$  jer vrijedi:

$$n \approx \frac{L_{snop\_max}}{l_p}. \quad (8-11)$$

Maksimalna duljina snopa  $L_{snop\_max}$  je konstantna te je očigledno da je razdioba slučajne varijable koja opisuje broj paketa  $n$  određena sumom slučajnih varijabli  $L_p$ . Prema centralnom graničnom teoremu (CLT - *Central Limit Theorem*) [25], razdioba slučajne varijable broja paketa u snopu će poprimiti oblik Gaussov funkcije kada  $L_{snop\_max} \uparrow$ . U ekstremnim slučajevima kada  $L_{snop\_max}$  raste tada će  $n$  poprimit konstantnu vrijednost određenu u Gaussovoj razdiobi. U tom slučaju je moguće promatrati relaciju (8-10) i izvesti zaključak na bazi CLT-a da će se slučajna varijabla  $T_{ba}$  ravnati po Gaussovoj razdiobi.

Jedina razlika između slučaja s fiksnom duljinom snopa i slučaja s varijabilnom duljinom paketa je u tome što će prvi slučaj prije konvergirati Gaussovoj distribuciji od drugog slučaja jer je samo jedanput korišten centralni granični teorem (CLT).

Na slici 8-12 su pokazane simulacijom dobivene razdiobe međudolaznih vremena i duljina snopova u slučaju da je vremenski prag postavljen tako da vrijedi  $L_{snop\_min} < T_{th} \times \lambda < L_{snop\_max}$ . Vidljivo je da obje razdiobe imaju oblik sličan Gaussovoj razdiobi što opravdava prethodna razmatranja.



Slika 8-12 Razdioba međudolaznih vremena (a) i duljine snopova (b) u slučaju algoritma MTMMBL

### 8.3.2 Scenarij s malim kapacitetom linkova

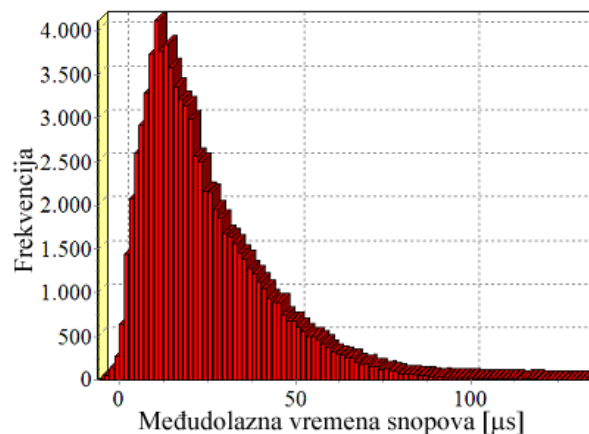
Normalno je očekivati da će rezultanti promet koji je nastao usnopljavanjem ulaznog prometa u slučaju scenarija s malim kapacitetom linka biti različit od prometa dobivenog u scenariju

beskonačnog kapaciteta linka jer će mali kapacitet uzrokovati pojavu repova čekanja. U slijedećoj analizi, koja se bavi ovom problemom, bit će razmatrani algoritmi *FTMBL* i *MTMML* za slučaj Poissonovog ulaznog prometa.

U slučaju *FTMBL* algoritma svi paketi koje se nalaze u spremniku će biti poslani u obliku snopa kada istekne vremenski interval  $T_{th}$  i spremnik će nakon toga ostati prazan. Međutim, kapacitet odalznih linkova je nije dovoljno velik da primi kreirani snop te potrebno određeno zadržavanje snopa dok se ne oslobodi link. Minimalno vrijeme za koje je potrebno zadržati snop  $k$  je jednako vremenu transmisije prethodnog snopa ( $k-1$ ) tj.:

$$T_{w,k}^{\min} = \frac{l_{b,k-1}}{C}, \quad (8-12)$$

gdje je  $l_{b,k-1}$  duljina prethodnog snopa ( $k-1$ ) a  $C$  kapacitet linka. Potrebno je naglasiti da vrijeme zadržavanja snopa može biti veće od  $T_{th}$  u slučaju kada je intenzitet ulaznog prometa veći od kapaciteta linka. U tom slučaju razdioba međudolaznih vremena snopova će biti jednaka distribuciji  $T_w^{\min}$  koja je pak određena distribucijom duljine snopova (na slici 8-13 se vidi da je razdioba međudolaznih vremena snopova više nije eksponencijalna kao u slučaju malog opterećenja transmisijskih linkova te da se njen oblik približava Gaussovoj razdiobi). Kada razdoblje visokog opterećenja prođe, međudolazna vremena snopova postaju relativno konstantna i jednaka  $T_{th}$ .



Slika 8-13 Razdioba međudolaznih vremena snopova kreiranih algoritmom *FTMBL* u slučaju visokog prometnog opterećenja izlaznih transmisijskih linkova

U prethodnom poglavlju pokazano je da duljina snopova može biti dosta velika u slučaju ulaznog Poissonovog prometa s fiksnom duljinom paketa. Prema CLT-u, broj paketa koji su došli u nekom fiksnom intervalu postati će konstantan nezavisno o duljini intervala. Prema tome i duljina snopa će poprimiti konstantnu vrijednost, analogno i  $T_w^{\min}$ . Stoga, ako je vremenski prag  $T_{th}$  dosta velik, za Poissonov promet koji je u usnopljen u kratkom vremenskom intervalu, vrijednost varijable  $T_w^{\min}$  ne može biti puno veća od  $T_{th}$  što implicira da će se duljina snopa nalaziti u veoma uskom intervalu mogućih vrijednosti tj. izlazni promet postaje konstantan. Ako vremenski prag  $T_{th}$  nije velik i ako je  $T_w^{\min}$  dosta veće od  $T_{th}$  rezultanti promet bit će građen od snopova varijabilne duljine. Budući da su

veliki snopovi najčešće praćeni proporcionalno velikim međudolaznim vremenom, na izlazu iz rubnog usmjeritelja dobiva se promet konstantnog intenziteta ( $L_b/T_{ba}$ ).

U slučaju algoritma *MTMMBL*, snop će biti generiran kada se nalazi dovoljno paketa u spremniku. Taj snop će biti poslan čim se oslobodi izlazni link te će prema prethodnom razmatranju izlazni promet poprimiti konstantni intenzitet s fiksnom duljinom snopa  $L_{snop\_max}$  i fiksnim međudolaznim vremenima  $T_{th}$ .

Konačni zaključak bi glasio da izlazni promet postaje konstantan kako ulazni prometni intenzitet raste. Razlog tome je izgladivanje prometa unutar kratkih intervala što predstavlja pozitivnu karakteristiku algoritma za kreiranje snopova jer su time intervali s velikim udarnim intenzitetom suzbijeni a vjerojatnost gubitaka paketa je smanjena.

Također, razmatranja u ovom poglavlju upućuju na činjenicu da u slučaju analitičkih proračuna gubitaka u OBS mreži nije moguće koristiti M/M/k/k sustav posluživanja u opisu mreže jer očigledno međudolazna vremena kao i duljine snopova nisu eksponencijalno raspodijeljeni. Potrebno je izvršiti određene aproksimacije nad M/M/k/k sustavom posluživanja kako bi se dobio analitički model koji dobro opisuje ponašanje OBS mreže [48].

# Poglavlje 9

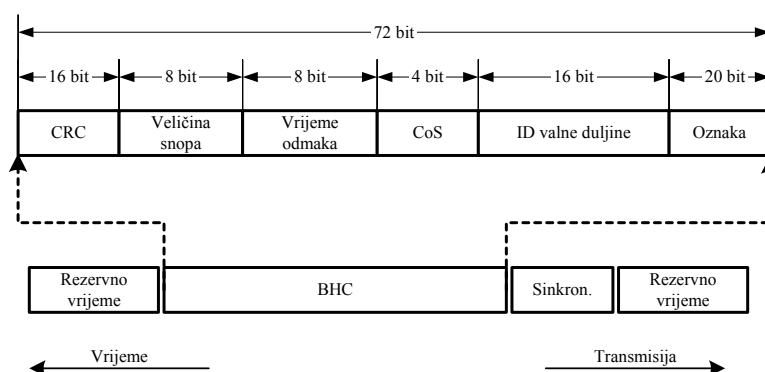
## Arhitektura kontrolne ravnine

U poglavlju o signalizacijskim protokolima dan je pregled mogućih protokolnih rješenja. Međutim, postavlja se pitanje implementacije nekog od tih protokola, tj. postavlja se pitanje strukture kontrolne ravnine koja bi implementirala neki od predloženih signalizacijskih protokola.

Kao pogodno rješenje se nametnuo MPLS (*Multiprotocol Lambda Switching*) standard jer osigurava jednostavno prosljeđivanje paketa te podržava eksplicitno usmjeravanje bez potrebe da svaki paket nosi kontrolnu informaciju (što je slučaj u OBS mreži jer snopovi ne nose kontrolnu informaciju)[15]. Pored toga MPLS posjeduje različite mehanizme za upravljanje prometom ostvarene pomoću eksplicitnog usmjeravanja i vrlo brzog komutiranja.

### 9.1 Struktura kontrolnog paketa unutar MPLS standarda

U OBS mreži postoje dvije vrste paketa: podatkovni i kontrolni. Kontrolni paket ili BHC nosi informaciju potrebnu OBS mrežnom protokolu a to su: duljina snopa, vrijeme odmaka, klasu usluge, itd. Međutim, struktura BHC-a nije još definirana te predložena struktura kontrolnog paketa unutar MPLS standarda [14], koja je prikazana na slici 9-1.



Slika 9-1 Struktura kontrolnog (BHC) paketa

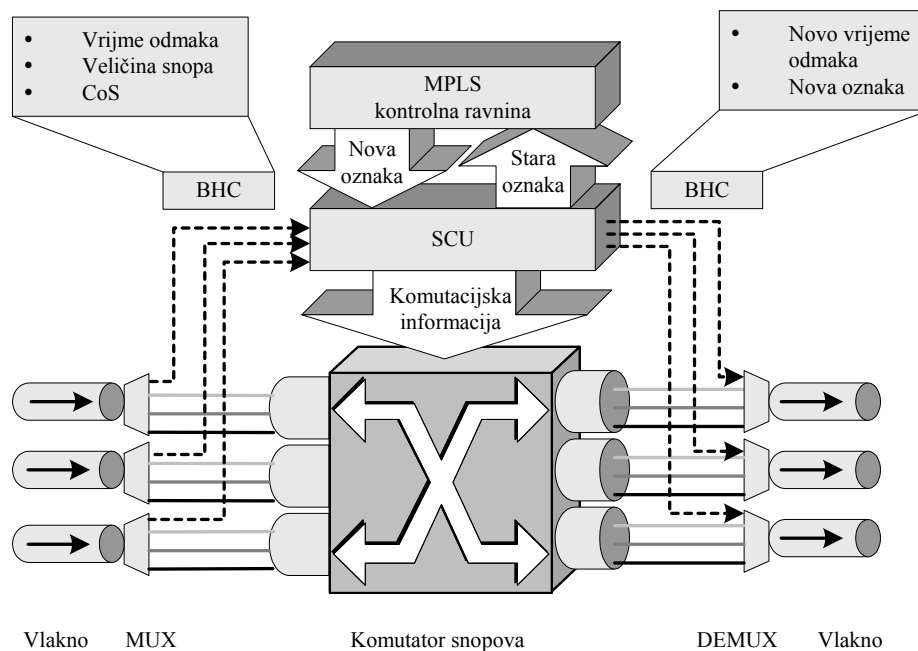
Značenja pojedinih polja unutar BHC-a su sljedeća:

(a) *Labela* (20 bita)

Kada se snop šalje u jezgri usmjeritelj, SCU procesira kontrolni paket (BHC) gdje se na osnovu labele prosljeđuje snop (na slici 9-2 je prikazana modifikacija jezgrenog usmjeritelja prilagođenog MPLS standardu).

Tablica s oznakama

Ulazni port	Ulazna W1 ID	Ulazna oznaka	Izlazni port	Izlazna W1 ID	Izlazna oznaka
1	3	45	2	8	23
...	...	...	...	...	...



Slika 9-2 Struktura jezgrenog usmjeritelja s MPLS kontrolnim upravljanjem

(b) ID valne duljine (16 bita)

Kontrolni paket sadrži identifikacijski broj valne duljine na kojoj putuje podatkovni snop radi razlikovanja kanala i komutiranja te mogućih valnih konverzija. Budući da je moguće da jedno vlakno posjeduje više stotina valnih duljina, 16 bita predstavlja dovoljni kapacitet ( $2^{16} = 65536$ ) za njihovu identifikaciju.

(c) CoS polje (4 bita)

MPLS podržava 8 različitih tipova CoS-a (3 bita). Međutim, kako bi bilo moguće duljinu BHC paketa izraziti u obliku produkta od 8 bita (u slučaju kontrolnog paketa na slici 9-1 ona iznosi 72 bita), CoS polju su dodijeljena 4 bita.

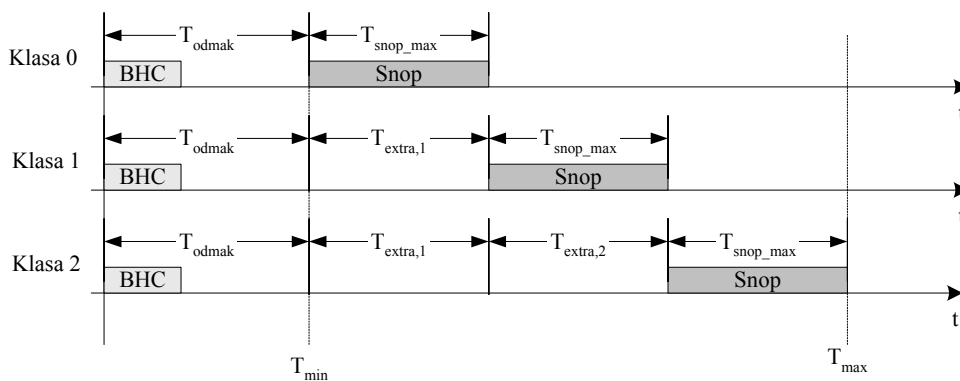
(d) Polje koje sadrži informaciju o vremenu odmaka (8 bita)

Vrijeme odmaka indicira razliku između vremena dolaska kontrolnog paketa i dolaska pripadnog podatkovnog snopa. Kako bi se reducirala kontrolna kompleksnost koja potiče od pojave sukoba (*contentions*), te od algoritma raspoređivanja kanala, vrijeme odmaka bi trebalo kvantizirati u konačan skup vrijednosti. Vrijeme odmaka se smanjuje za jedan korak nakon svakog prolaska kroz kontrolnu ravninu. Također, vrijeme odmaka može biti razmatrano kao TTL (Time To Live) oznaka u OBS mreži.

(e) Polje koje sadrži veličinu snopa (8 bita)

Minimalna veličina snopa je određena vremenom elektroničkog procesiranja u kontrolnoj ravnini, vremenom komutiranja, te maksimalnom duljinom (IP) paketa. Brzina procesiranja kontrolnih paketa u SCU-u ograničava brzinu slanja kontrolnih i podatkovnih paketa kroz OBS mrežu. Brzina komutiranja utječe na veličinu snopa. Da bi se postigla visoka iskorištenost kapaciteta, potrebno je da vrijeme transmisije snopa bude mnogo veće od vremena komutiranja. Kako se vrijeme komutiranja bude smanjivalo, to će se i ograničenja na brzinu komutiranja smanjivati. Također, kako bi se izbjegla potreba za preslagivanjem (*rescheduling*) IP paketa kod formiranja snopa u rubnom usmjeritelju, potrebno je da minimalna duljina snopa bude veća od maksimalne duljine IP paketa (65 535 okteta). Na osnovu ovih razmatranja, logično da je minimalna duljina snopa bude ograničena na vrijednost 524,280 kbit.

Kako bi se opravdao broj bita koji je potreban za označavanje duljine snopa dobro je razmotriti još jednom JET protokol s prioritetima koji je prikazan na slici 9-3. Kako bi se osigurala manja vjerojatnost gubitka snopa za promet većeg prioriteta, potrebno je povećati vrijeme odmaka za neki dodatni iznos ( $T_{extra}$  vrijeme na slici 9-3). Iznos dodatnog vremena ( $T_{extra}$ ) u višoj klasi je određen distribucijom duljine snopova niže klase. Budući da zadržavanje IP paketa u rubnom usmjeritelju ne smije preći određenu granicu, što je slučaj s paketima koji pripadaju vremenski kritičnim aplikacijama, moguće je odrediti maksimalnu duljinu snopa ( $T_{snop\_max}$ ) na osnovu principa određivanja dodatnog vremena  $T_{extra}$ .



Slika 9-3 Veza između vremena odmaka i veličine snopa

Ako se pretpostavi da duljina maksimalnog snopa iznosi  $T_{snop\_max}$ , te da je postignuta potpuna izolacija klasa usluga ( $T_{extra,i} = T_{snop\_max}$ ), kao što je pokazano na slici 9-3, tada maksimalno kašnjenje koje doživljava paket (koji se nalazi unutar snopa) klase usluge  $n$  iznosi:



$$T_{\max\_n} = T_{\text{odmak}} + T_{\text{snop\_max}} \cdot n + T_{\text{prop}}, \quad (9-1)$$

gdje je  $T_{\text{prop}}$  vrijeme propagacije optičkog signala. Vrijednost  $T_{\max\_n}$  je ograničena granicom koja je određena tipom prometa koji se prenosi (npr. za *VoIP -Voice over IP* promet ta granica iznosi otprilike  $150 \text{ ms}$ ). Ako se pretpostavi je maksimalno dozvoljeno kašnjenje u OBS mreži s 4 klase usluga ( $n = 4$ )  $10 \text{ ms}$  te da je maksimalni broj skokova 5 uz procesirajuće vrijeme od  $1 \text{ ms}$ , dobiva se za maksimalnu duljinu snopa:

$$T_{\text{snop\_max}} = \frac{(10 \text{ ms} - 5 \times 1 \text{ ms} - 3 \text{ ms})}{4} = 0.25 \text{ ms}, \quad (9-2)$$

što na brzini prijenosa od  $10 \text{ Gbit/s}$  iznosi  $L_{\text{snop\_max}} = 10 \text{ Gbit/s} \times 0.25 \text{ ms} = 2500 \text{ kbit}$ . Prema tome, predloženih 8 bita za označavanje duljine snopa je sasvim dovoljno za raspon od  $2500 \text{ kbit} + 524,280 \text{ kbit} = 1975 \text{ kbit}$  (jedna razina po  $8,192 \text{ kbit}$ ).

#### (f) Zaštitno vrijeme (Guard Time)

Zaštitno vrijeme (*Guard Time*) se koristi radi razdvajanja paketa kako bi se prevladale nepravilnosti koje se javljaju u dolaznim vremenima paketa.

## 9.2 (G)MPLS protokol kao rješenje

MPLS protokol ima implementiran vrlo jednostavan mehanizam prosljeđivanja paketa i podržava eksplicitno usmjeravanje pomoću fiksnih oznaka (labela) i klasa prosljeđivanja. Nadalje, nije potrebno u paketima locirati informaciju o eksplicitnom putu do odredišta.

U optičkom Internetu od velike je važnosti je brzina komutiranja i obnavljanja valnih putova. Također, veoma je zastupljena ideja da se kontrolna informacija potpuno odvoji od podatkovnog prometa. To je potaknuto činjenicom da podatkovni promet može biti u potpunosti komutiran kroz OXC bez potrebe referenciranja na pojedine pakete tog prometa. Prethodno navedene karakteristike i zahtjevi na kontrolnu ravninu navode opet na MPLS, koji posjeduje te karakteristike, tj. MPLS posjeduje mogućnost razdvajanja kontrole usmjeravanja i komutiranja. Tu mogućnost je moguće dalje proširiti tako da MPLS protokol obuhvaća različite paradigme prosljeđivanja. S tim ciljem napravljene su modifikacije i dodaci na MPLS, tako da ga je moguće koristiti i u optičkoj domeni (kontrolirati prosljeđivanje u OXC).

Integracija valnih putova u IP/MPLS mrežu omogućava kreiranje jedinstvene kontrolne ravnine koja povezuje različite tehnologije i kreira jednostavnu mrežu s malim brojem operativnih procesiranja. Takva paradigma omogućava vrlo brzu uspostavu i raskidanje valnih putova, te dovoljnu granularnost.

### 9.2.1 Zahtjevi na signalnu i kontrolnu ravninu optičkog Interneta

Trenutni mehanizmi zauzimanja mrežnih resursa u optičkim mrežama su statički i zahtijevaju manualnu konfiguraciju. Ukoliko bi se dozvolilo krajnjim korisnicima da sami generiraju zahtjeve za mrežnim resursima, tada bi se smanjila opterećenost mrežnih operatera. Taj cilj traži razvoj

inteligentnih optičkih komutatora koji bi imali mogućnost kontrole kapaciteta s kraja na kraj, te distribucije na optičkom sloju.

Što se tiče kompleksnosti budućeg optičkog Interneta, trebaju biti implementirane sljedeće funkcionalnosti:

- *automatsko otkrivanje topologije mreže,*

Distribuirana kontrolna ravnina treba omogućiti kapacitet za prijenos kontrolnih informacija od nekih distribuiranih usmjeravajućih protokola kao što je OSPF (*Open Shortest Path First*) ili BGP (*Border Gateway Protocol*).

- *automatska uspostava konekcija,*

Kontrolna ravnina mora biti u mogućnosti uspostavljati, raskidati, te održavati svaki segment konekcije i konekciju u cjelini.

- *propagacija pogreške i njena izolacija,*

Brzo otkrivanje pogreške i njeno razdjeljivanje na ključne čvorove mora biti bazirano na distribuiranoj signalizaciji radi zaštite i izolacije pogreške,

- *automatsko zaštitno komutiranje (APS – Automatic Protection Switching),*

Trajanje procedure uspostavljanja zaštitnih putova u slučaju pogreške mora biti manje od 50 ms . Također, mehanizmi zaštite u kontrolnoj ravnini trebaju biti u mogućnosti kombinirati P&R (*Protection and Restoration*) mehanizme s različitih slojeva, s ciljem boljeg, bržeg i efikasnijeg održavanja raspoloživosti mreže.

- *dvosmjerna uspostava konekcije,*

Iako je većina paketski orijentiranih veza inherentno jednosmjerna, WDM transportni uređaji, koji su originalno uvedeni radi prijenosa prometa između visoko kapacitetnih SDH/SONET linijskih sučelja, su povezani dvosmjernim konekcijama.

- *skalabilnost,*

Kontrolna ravnina treba biti u mogućnosti održavati performansu mreže na istoj razini.

- *fleksibilnost,*

Fleksibilnost kontrolne ravnine s obzirom na funkcionalnost treba biti prisutna.

Kontrolna ravnina optičkog Interneta također treba imati implementirane algoritme za upravljanje mrežnim resursima kako bi se maksimizirala iskoristivost, te povećao broj istovremeno uspostavljenih valnih konekcija. U tu svrhu, kontrolna ravnina mora biti u mogućnosti mjeriti, modelirati, karakterizirati, te kontrolirati promet u IP mreži.

Kontrolni kanali koji nose kontrolnu i signalnu informaciju predstavljaju ključnu točku u definiranju mreže. Ti kontrolni kanali moraju biti definirani na relaciji korisnik-mreža (UNI – *User Network*

*Interface*) i na relaciji mreža-mreža (NNI-*Network Network Interface*). Pozicija kontrolnih kanala može biti unutar ili izvan prijenosnog pojasa korisničkih informacija. Međutim, odvajanje kontrolnih od podatkovnih kanala je prihvatljivije, jer u optičkoj mreži stoji veliki broj kanala na raspolaganju, te je moguće raditi agregaciju kontrolnih informacija.

## 9.2.2 Signalizacijska arhitektura optičkog Interneta

Na slici 9-4 je dana arhitektura optičkog Interneta s definiranim kontrolnim sučeljima koja se razlikuju ovisno od modela (*overlay* ili *peer* model):

- sučelje korisnik-mreža (UNI),
- interno sučelje (I-NNI) između čvorova unutar jedne optičke pod mreže i
- eksterno sučelje (E-NNI) između čvorova između različitih optičkih pod mreža.

Ova sučelja traže implementaciju signalnih protokola sa zahtijevanim mogućnostima. Novi tipovi signalnih poruka su definirani kao proširenje postojećih signalnih protokola. Prema administrativnoj domeni, I-NNI je definirano kao sučelje između čvorova jedne optičke podmreže, tj. jedne administrativne domene, dok E-NNI sučelje radi povezivanja različitih administrativnih domena. Prema tome, I-NNI i E-NNI se mogu razlikovati u signalnim protokolima i tipovima usmjeravanja. Transportne mreže općenito koriste eksplicitno usmjeravanje, gdje se izbor puta vrši pomoću sustava upravljanja. U E-NNI, koje je slični UNI sučelju, postoje određena pitanja što se tiče razmjene sigurnosnih informacija, te informacija o dostupnosti između različitih domena koja mogu biti riješena korištenjem nekih od postojećih protokola kao što je BGP (*Border Gateway Protocol*) koji se koristi u IP mrežama.

Konekcija između IP i optičkog sloja može biti ostvarena na dva načina ovisno o razmjeni usmjeravačkih informacija. Ta dva modela su:

(a) *Slabo-povezani model (Loosely-coupled model) ili overlay model*

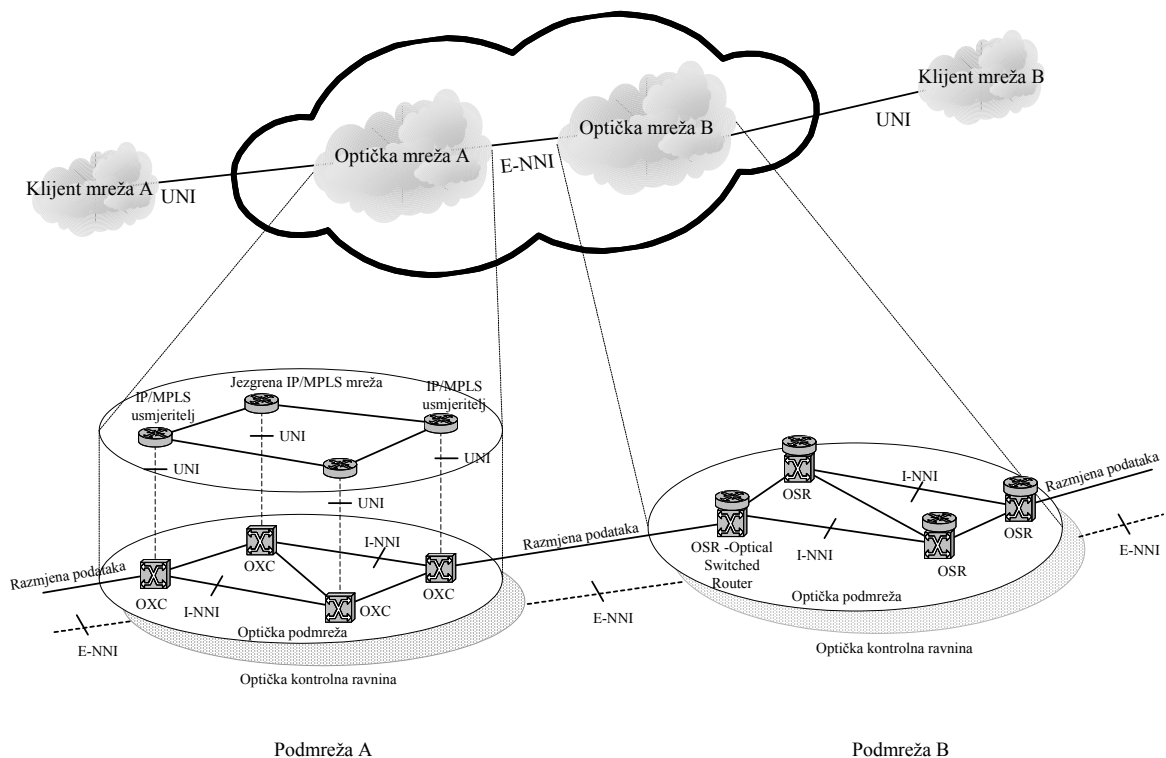
U ovom modelu (podmreža A na slici 9-4), usmjeravanje, topologija i signalne informacije IP sloja su nezavisne od onih u optičkom sloju. Iako je zamišljena potpuna nezavisnost tih dvaju kontrolnih ravnina, optički sloj može koristiti IP protokole s ciljem usmjeravanja i signalizacije. Jedna kontrolna ravnina upravlja optičkim slojem, dok druga kontrolna ravnina upravlja komunikacijom rubnih uređaja i optičke ravnine (komunikacija se odvija preko UNI sučelja na slici 9-4). Rubni uređaju mogu zahtijevati konekcije koje se mogu uspostaviti dinamički kroz optički sloj ili statički bez zalaženja u jezgrenom optičku mrežu. Trenutna implementacija slabo-povezanog modela je dosta slična modelu povezivanja IP s ATM mrežom.

(b) *Usko-povezani model (Tightly-coupled model) ili peer model*

U ovom modelu IP usmjeritelji glume krajnju točku u optičkoj transportnoj mreži. Stoga je u mreži prisutan usmjeravajući i signalizirajući protokol koji funkcionira u IP i optičkoj domeni. Ovaj model se ponaša kao da postoji dijeljenje informacija o mrežnim resursima i topologiji. IGP protokol (*Interior Gateway Protocol*), kao što je OSPF ili IS-IS (*Intermediate System-Intermediate System*), s odgovarajućim dodacima može se koristiti kod razmjene kontrolnih informacija. Paradigma

adresiranja korištena u IP domeni primjenjuje se i na optičku domenu. Prema tome, usko-povezni model predstavlja logično rješenje, jer je ostvarena jedinstvena veza između IP i optičke domene.

S druge strane, postoje dvije odvojene instance usmjeravajućih protokola u IP i optičkoj domeni gdje se informacije o usmjeravanju jednog protokola prenose pomoću drugog protokola. Taj model se naziva *prošireni model (Augmented Model)* koji se ponaša kao E-NNI, ali s određenim ograničenjima. Vanjske IP adrese mogu biti npr. prenošene pomoću optičkog protokola usmjeravanja. Jedna tipična implementacija proširenog modela koristi BGP protokol između IP klijenata i optičke mreže.



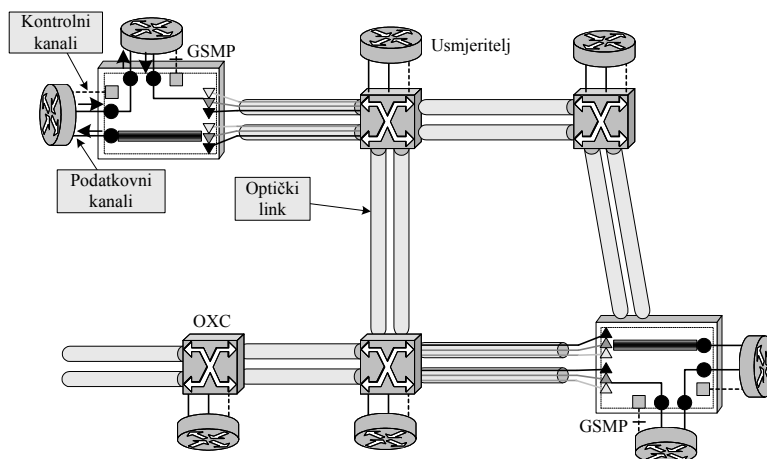
Slika 9-4 Arhitektura optičke IP mreže

### Integracija optičkog prospojnika (OXC) i IP usmjeritelja

U radu [15] je predložen scenarij integracije optičkog prospojnika (OXC) i IP usmjeritelja. Na slici 9-5 prikazana je optička mreža s mogućnošću rekonfiguracije (OXC) koja je dinamički upravljana od strane IP sloja. Svaki čvor je građen od IP usmjeritelja i dinamički rekonfigurabilnog OXC-a. U predloženom modelu, IP usmjeritelji imaju ulogu klijentskog signalnog agenta (UNI-C), a funkciju mrežnog signalnog agenta (UNI-N) obavlja OXC. Stoga, IP usmjeritelj je odgovoran za sljedeće zadatke:

- upravljanje resursima u optičkoj mreži,
- konfiguraciju i upravljanje kapacitetom,

- adresiranje,
- usmjeravanje,
- prometnu analizu,
- otkrivanje topologija,
- obnavljanje i zaštitu.



Slika 9-5 Model rekonfigurabilne optičke mreže s OXC-ovima kontroliranim IP usmjeriteljima

U principu, IP usmjeritelji predstavljaju izvore prometa. Također, oni mogu funkcionirati isključivo kao kontrolori optičke mreže bez prenošenja korisničkih informacija.

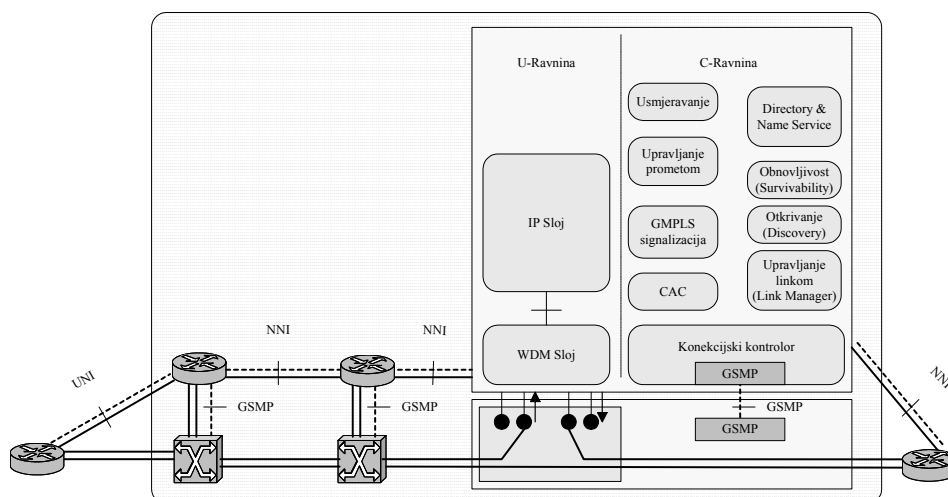
Na slici 9-5, GSMP (*Generic Switch Management Protocol*) [17] koristi se za komunikaciju između IP usmjeritelja i OXC-a. GSMP omogućava sučelje za odvajanje kontrolnih ravnina korištenih za prosljeđivanje, od onih koje se koriste za usmjeravanje kao što je LDP (*Label Distributing Protocol*). Glavna namjena GSMP-a je upravljanje komutatorima u kojima se komutiranje vrši na osnovu oznaka (labela) (*Label Switch*). *Label Switch* je u principu komutator koji omogućava stvaranje usmjerenih konekcija pomoću egzaktnog algoritma prosljeđivanja i to na osnovu oznaka pridruženih dolazećim ćelijama ili paketima. U IP usmjeritelju je lociran GSMP glavni proces (*master process*) koji komunicira s GSMP pomoćnim procesom (*slave process*), lociranom u OXC-u. Sučelje između njih definira skup osnovnih postupaka za konfiguraciju OXC-a i za slanje informacija od OXC-a prema usmjeritelju. Na slici 9-5 je ilustrirano uspostavljanje konekcija s kraja na kraj u optičkoj domeni. Izvorišni usmjeritelj prima zahtjev za konekcijom od izvorišta. Nakon toga, izvorišni usmjeritelj šalje zahtjev za valnim putem prema odredišnom usmjeritelju. Valni put je kreiran kada izvorišni usmjeritelj primi poruku o uspješnoj alokaciji valnog puta. Ako svi usmjeritelji podržavaju MPLS, za distribuciju kontrolne informacije koristi se CR-LDP (*Constrained Routing Label Distribution Protocol*) ili RSVP-TE protokol. Ako ne postoji raspoloživ kanal na bilo kojem linku, poruka o neuspješnoj alokaciji se proslijedi izvorišnom usmjeritelju. Kada izvorišni usmjeritelj primi poruku o neuspješnoj alokaciji, tada šalje kontrolnu poruku o

oslobađanju djelomično zauzetih resursa prema odredištu. Nakon procesiranja uspostave konekcije, odredišni usmjeritelj šalje pozitivnu potvrdu izvorišnom usmjeritelju.

### GSMP sučelje između IP usmjeritelja i OXC-a

Na slici 9-6 prikazano je sučelje koje podržava rekonfiguraciju OXC sustava. GSMP definira sučelje između signalnih i transportnih mrežnih elemenata. GSMP je protokol čija je primarna namjena omogućavanje kontroloru da vrši uspostavu i raskidanje konekcija u komutatoru. Prema tome, GSMP je pogodan za mreže čije arhitekture omogućavaju komutiranje na razini oznaka (labela). To su npr. ATM, FR i MPLS. Ova osobina GSMP-a čini ga pogodnim u implementaciji GMPLS-a. Kontrolna informacija se prenosi preko tog sučelja od GMPLS kontrolne ravnine do komutatora, tj. do prospajanja puta u komutatoru (slika 9-6). Stoga, GSMP mora imati implementirane dvije bazne funkcije, a to su:

- *dodavanje i uklanjanje valnog puta i*
- *postavljanje upita o statusu porta u komutatoru.*



Slika 9-6 GSMP sučelje koje podržava rekonfiguraciju OXC sustava

### 9.2.3 Primjena GMPLS signalizacije u optičkom Internetu

#### Signalizacija za optički LSP (OLSP)

Referentna arhitektura optičke IP mreže na slici 9-4 indicira da postoji više načina iskorištenja usluga koje pruža transportni sloj. U različitim modelima, signalni kanal je komunikacijski put po kojem se prenose signalne informacije i to između mrežnih čvorova preko UNI i NNI sučelja. Postoje tri tipa metoda signalizacije ovisno o tome kako je signalni kanal konstruiran:

- *signalizacija unutar prijenosnog pojasa,*

Signalne poruke se prenose preko logičkog komunikacijskog kanala koji je lociran unutar optičkog linka ili kanala koji prenosi korisničku informaciju.

- *signalizacija unutar optičkog vlakna i van prijenosnog pojasa,*

Signalne poruke se prenose preko rezerviranog komunikacijskog kanala ili puta odvojeno od kanala koji prenose korisničku informaciju ali unutar istog optičkog vlakna.

- *signalizacija izvan optičkog vlakna,*

Signalne poruke se prenose preko rezerviranog komunikacijskog kanala ili puta unutar zasebnog optičkog vlakna koji se isključivo koristi za prijenos signalnih poruka.

Signalizacija unutar prijenosnog pojasa je važna kada se komunikacija odvija preko UNI sučelja, gdje na raspolaganju stoji svega nekoliko kanala. *Proxy* signalizacija je također važna za slučaj komunikacije preko UNI sučelja, jer je važno da korisnik bude u mogućnosti da vrši signalizaciju u optičkoj mreži putem direktnog komunikacijskog kanala. Signalizacija izvan prijenosnog područja pogodna je u slučaju da u mreži postoji veliki broj podatkovnih kanala s kojima je potrebno upravljati, te je moguće agregirati signalne informacije. Međutim, mehanizam rezervacije čitavog kanala za prijenos signalne informacije preko UNI sučelja za svakog klijenta je nepogodan, zbog loše iskorištenosti mrežnog kapaciteta. Signalizacije izvan prijenosnog pojasa i izvan optičkog vlakna su djelomično važne za NNI sučelja, koja u principu posjeduju veliki broj kanala po linku. Također, moguće je agregirati signalne poruke tako da je potrebno rezervirati manje signalnih kanala.

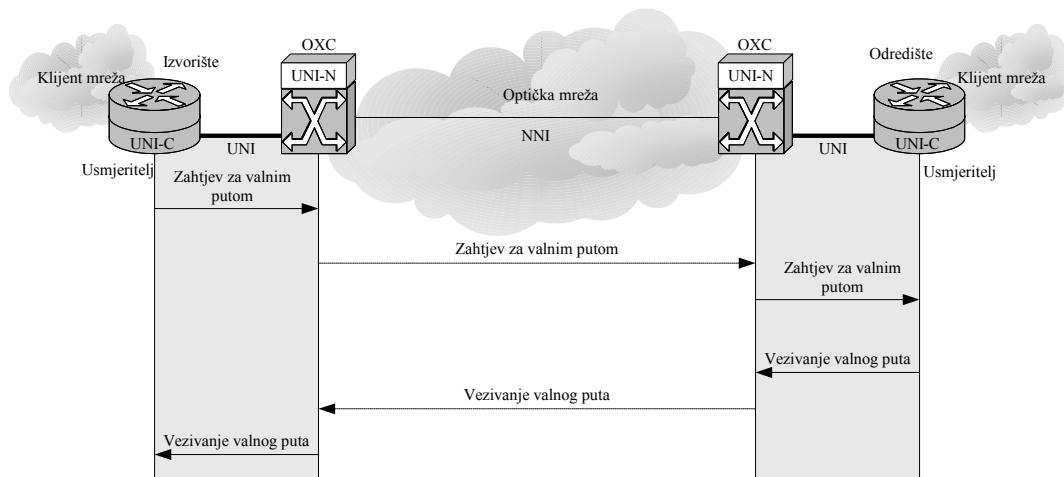
Signalizacijska mreža predstavlja osnovu kontrolne ravnine optičke transmisijske mreže. Kako bi se postigla dobra raspoloživost signalizacije, kontrolna ravnina treba osigurati pouzdani transport signalne informacije pomoću svojih OAM (*Operation, Administration and Maintenance*) mehanizama te mehanizama za kontrolu toka.

U GMPLS kontrolnoj ravnini, u osnovne funkcije spadaju upravljanje valnim putem koje se sastoji od njegovog kreiranja, brisanja, modifikacije, obnavljanje, te obavještanja o pogreškama. Budući da optička mreža posjeduje ogroman kapacitet, brza detekcija pogreške, te brza restauracija valnog puta predstavljaju osnove zahtjeve na kontrolnu ravninu kako bi se osigurala visoka pouzdanost i raspoloživost komunikacije.

### **Kreiranje valnog puta**

Kreiranje valnog puta je inicirano od strane kontrolne ravnine na korisničkoj strani. Ulazni OXC, koji prima zahtjev za uspostavljanje valnog puta od strane korisničke mreže, obično izvodi proces autorizacije u koji je uključena verifikacija mrežnih resursa i kontrola pristupa. Ako se autorizacija uspješno završi, tada OXC selektira put i započinje proces kreiranja valnog puta. Ukoliko se i taj proces uspješno završi, tada su optički krug, resursi i zahtijevani kapacitet dodijeljeni pripadnom valnom putu. Dodijeljeni resursi mogu uključivati aktivne resurse kao i resurse potrebne za zaštitu puta u ovisnosti o tipu usluge. Ukoliko proces kreiranja valnog puta završi neuspjehom, tada se pomoću negativne potvrde oslobađaju resursi zauzeti u prethodnim OXC-ovima na putu.

Na slici 9-7 prikazana je procedura kreiranja valnog puta pomoću LDP protokola. Unutar poruke za uspostavu valnog puta, inicirajući UNI-C identificira adrese izvorišne i odredišne točke zahtijevanog valnog puta. Na osnovu primljene poruke za uspostavom valnog puta, UNI-N sučelje radi verifikaciju signalnih atributa koje ono može podržati. Preko poruka vezivanja (*mapping messages*) mreža obavještava izvorište o identifikatoru uspostavljenog valnog puta.

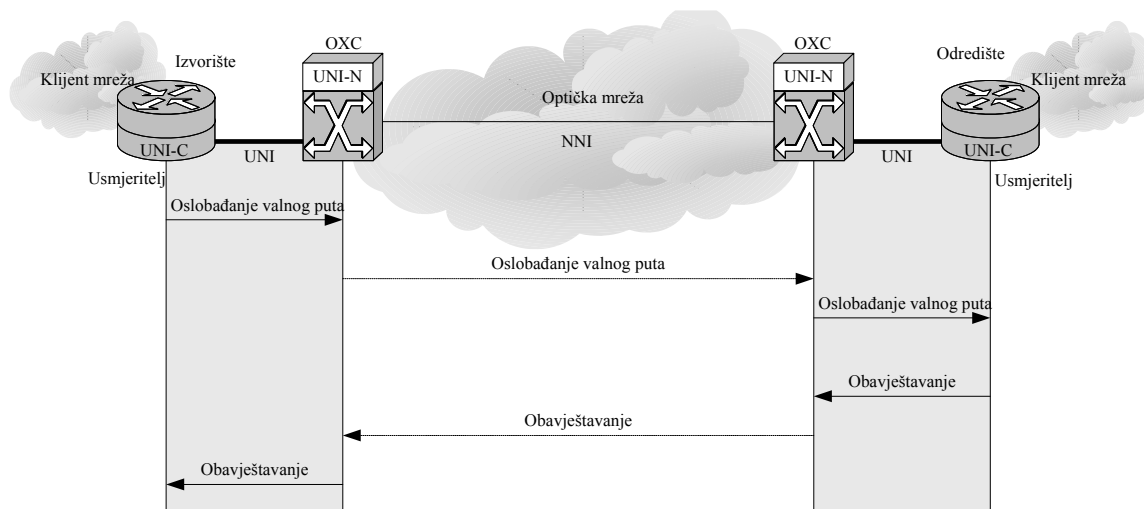


Slika 9-7 Procedura kreiranja valnog puta pomoću LDP-a

### Oslobađanje valnog puta

Kada valni put više nije potreban, tada resursi zauzeti za taj put moraju biti oslobođeni. U tu svrhu signalni protokol implementira poruke sa zahtjevom za oslobađanjem valnog puta. Proces oslobađanja valnog puta može biti iniciran od izvorišnog OXC, odredišnog OXC ili pak OXC koji se nalazi na valnom putu.

Na slici 9-8 je prikazana procedura brisanja valnog puta korištenjem LDP protokola, u kojoj su korištene poruke za brisanje valnog puta u dolaznom smjeru. Primatelj takve poruke mora odgovoriti s porukom u kojoj je zapisan odgovarajući kod o statusu.



Slika 9-8 Procedura brisanja valnog puta pomoću LDP-a



## Usmjeravanje i kontrola valnih putova pomoću GMPLS-a

Usmjeravanje je jedna od važnijih komponenti kontrolne ravnine. Ono uključuje određivanje susjednosti čvorova u mreži, transport informacija o dostupnosti, određivanje topologije mreže, te određivanje tipova usluga koje pruža mreža. Automatsko otkrivanje topologije mreže treba osigurati kontrolna ravnina GMPLS-a. Cilj u određivanju susjednosti je osiguranje informacija potrebnih za identificiranje odnosa i povezanosti susjednih čvorova. Određivanje susjednosti može biti realizirano ručnom konfiguracijom ili pak pomoću protokola za automatsku identifikaciju, kao što je LMP (*Link Management Protocol*) [18].

U procesu selektiranja eksplicitnog puta rubni čvor, koji može biti krajnje računalo ili LSR (*Label Switched Router*), učestvuje u većem ili manjem stupnju, ovisno o GMPLS usmjeravanju. Četiri modela usmjeravanja mogu biti podržana od strane UNI sučelja:

- *Model baziran na konfiguraciji (Configuration Based Model)*,

Ovaj model usmjeravanja zahtjeva manualnu ili automatsku konfiguraciju rubnog čvora s obzirom na kreiranje liste susjednih LSR-ova sortiranih po određenom kriteriju pogodnosti. Automatska konfiguracija može biti napravljena pomoću DHCP-a (*Dynamic Host Configuration Protocol*). Preko UNI sučelja ne razmjenjuje se informacija o usmjeravanju. Jedina informacija o usmjeravanju koji koristi rubni usmjeritelj je kreirana lista susjednih LSR-ova. Kada rubni čvor želi dobiti valni put, tada on šalje zahtjev za LSP-om (*Label Switched Path*) LSR-u iz svoje liste. Taj zahtjev se onda može preusmjeriti na drugi LSR pomoću ICMP (*Internet Control Message Protocol*) protokola.

- *Djelomično usmjeravajući model (Partial Peering Model)*,

Ograničena informacija o usmjeravanju (koja je uglavnom informacija o dostupnosti) može biti razmijenjena preko UNI sučelja pomoću dodataka u signalnoj ravnini. Informacija o dostupnosti razmijenjena preko UNI sučelja može se koristiti za donošenje početne odluke o usmjeravanju u mreži.

- *Model tihog osluškivanja (Silent Listening Model)*,

Rubni čvor ima mogućnost promatranja informacija koje koristi protokol usmjeravanja, te donošenja odluke na osnovu dobivene informacije. Rubni čvor dobiva potpunu informaciju o usmjeravanju, u koju je i uključena informacija o upravljanju prometom. Na osnovu tih informacija, rubni čvor može odrediti kompletni put prema odredišnom čvoru.

- *Potpuno usmjeravajući model (Full Peering Model)*.

U mogućnosti koje čvor ima u modelu tihog osluškivanja, dodaje se mogućnost sudjelovanja u stvaranju informacije o usmjeravanju. Ovaj model je pogodan ukoliko postoji potreba da rubni čvorovi objavljuju svoje informacije o upravljanju prometom.

Za razliku od usmjeravanja kod UNI sučelja, valni putovi unutar optičke mreže uglavnom koriste eksplicitni put. Valni put koji prolazi kroz više I-NNI sučelja je najčešće određen u prvom čvoru koji dobiva zahtjev za konekcijom preko UNI sučelja. Ukoliko čvor raspoložuje detaljnim informacijama o topologiji mreže, tada može kreirati potpun eksplicitni put do odredišta. Ako, pak,

čvor raspolaže o globalnim informacijama o mreži, tada je on u stanju kreirati približan put do odredišta.

Protokol za usmjeravanje mora raditi za sve podmreže. Također, poželjno je da protokol omogućava separaciju algoritama usmjeravanja između podmreža. To omogućava implementaciju kontrole unutar podmreže. Taj problem može biti riješen korištenjem BGP protokola između rubnih OXC-ova. Pomoću vanjskog BGP-a (*exterior* BGP), susjedni rubni OXC-ovi u različitim pod mrežama mogu razmjenjivati informacije o dostupnosti OXC-ova i rubnih usmjeritelja. Unutarnji BGP (*interior* BGP) protokol omogućava da se ista informacija o dostupnosti može distribuirati između rubnih OXC-ova unutar jedne podmreže.

Kada jedan rubni OXC dobije podatke o dostupnosti, tada se ta informacija može dalje distribuirati ostalim OXC-ovima unutar pod mreže kako bi se omogućila kontrola puta. Izvorišni OXC unutar pod-mreže mora odrediti rubni OXC kroz kojeg se može doći do odredišta.

# Zaključak

Sve veća potražnja za kapacitetom u današnjim mrežama dovela je do uvođenja optičkog transmisijskog sustava. Međutim, uvođenje WDM tehnologije sa sobom je dovelo niz problema koji je potrebno riješiti. Jedan od problema je slaba iskoristivost mrežnih resursa. Naime, raspoloživi kapacitet se kreće u stotinama *Tbit/s* dok kapaciteti današnjih transmisijskih kartica su reda nekoliko desetina *Gbit/s*. To bi značilo uporabu stotina linijskih kartica u tradicionalnim mrežnim čvorovima kako bi se iskoristio raspoloživi kapacitet. Drugi problem slabe iskoristivosti raspoloživog kapaciteta leži u današnjim komutacijskim tehnikama, tj. u tehnici komutiranja kanala. Kao pogodno rješenje za nastale probleme nametnula se optička komutacija snopova. Pitanje je što OBS tehniku komutiranja čini dobrim rješenjem za opisane probleme. Odgovor leži u karakteristikama OBS-a a to su razdvajanje kontrolne informacije od podatkovne, korištenje jednosmjerne rezervacije resursa te usnopljavanje prometa.

Cilj ovog rada bio je da pruži detaljan opis i pregled OBS tehnike komutiranja. U prva dva poglavlja rada dan je općeniti pregled postojećih komutacijskih tehnika gdje su pokazane osnovne prednosti komutacije snopova nad ostalim komutacijskim tehnikama.

Budući da je ova tehnika komutiranja nova u optičkim mrežama s valnim multipleksom te još nije standardizirana, bilo je potrebno definirati signalizacijske protokole koji bi osigurali efikasno funkcioniranje OBS-a. Svi opisani signalizacijski protokoli imaju istu karakteristiku a to je da se prije slanja snopa u mrežu šalju kontrolni paket da bi rezervirao kapacitet a zatim se bez potvrde o uspješnoj rezervaciji šalju snop u mrežu. Od izloženih signalizacijskih protokola, analizom karakteristika ustanovljeno je da JET (*Just Enough Time*) protokol ostvaraju najbolje performanse jer je baziran na odgođenoj rezervaciji te u njegovoj implementaciji nije nužna uporaba optičkih spremnika, što je predstavlja veliku prednost nad drugim protokolima. Naime, odgođena rezervacija omogućava bolju iskoristivost resursa a izbjegavanje uporabe optičkih spremnika osigurava prijenos informacija s manjim iznosom učestalosti pogreške (*BER - Bit Error Rate*). U tom dijelu rada, koji se bavio signalizacijskim protokolima, dana su i moguće arhitekture OBS mreže. Sva rješenja koriste istu logiku u odnosu na tipove čvorova u OBS mreži, tj. sva rješenja koriste dva tipa čvorova: rubne usmjeritelje, koji su odgovorni za agregaciju paketa i kreiranje snopova te jezgrene usmjeritelje, koji su odgovorni za transport snopova kroz mrežu. Može je reći da jezgri usmjeritelji predstavljaju jezgenu mrežu a dok rubni usmjeritelji pristupnu mrežu. Također, dana je i detaljna struktura samih usmjeritelja koja je kasnije implementirana u COSMOS razvojnoj okolini s ciljem daljnje analize OBS mreže.

Treći dio rada bavio se konkretnim problemima prisutnim u OBS mreži. Konkretno, prvi problem koji je bio analiziran je raspoređivanje snopova na valne kanale. Naime, prilikom obrade kontrolnog paketa raspoređuje se snop na neko od slobodnih mjesta na izlaznim kanalima. U radu je opisano i simulacijski analizirano nekoliko algoritama od kojih je najbolje performanse pokazao FAFA-VF algoritam, koji ima mogućnost popunjavanja praznina te ispravlja asinkronost u dolascima

kontrolnih paketa i snopova. Međutim, pokazano je da različiti algoritmi raspoređivanja pokazuju približno jednake performanse ukoliko su odnosi opterećenja kontrolnih i podatkovnih dijelova mreže takvi da osiguravaju efikasno funkcioniranje JET protokola.

Druga problem analiziran u radu je bio problem rješavanja pojave sukoba u OBS mreži. Efikasnost rješavanja sukoba uvjetovana je arhitekturom komutatora snopova koji se nalaze unutar jezgrog usmjeritelja. Naime, najbolje performanse dobivaju se ukoliko komutator snopova raspolaže i valnim konverterima i optičkim spremnicima, što je jednostavnom analitičkom analizom očigledno. Nadalje, pokazano je da i u slučaju osnovne strukture komutatora snopova, moguće uspješno rješavati sukobe primjenom segmentacije snopova ili pak efikasnim dodjeljivanjem valnih duljina snopovima pri njihovom slanju (izbjegavanje sukoba).

Treća problem promatran u radu je vezan uz pitanje uvođenja kvalitete usluge u OBS mrežu, što predstavlja bitnu karakteristiku svih mreža. Pokazano je da se u OBS mrežu može dosta efikasno uvesti paradigma kvalitete usluge i to pogodnom modifikacijom JET protokola. Naime, dodatnim zadržavanjem snopova (povećavanjem vremena odmaka) u rubnim usmjeriteljima ostvaruje se izolacija prometa koji pripadaju različitim klasama usluge. Također, pokazano je da kvaliteta usluge može biti uvedena preko algoritma raspoređivanja snopova (konkretno, pomoću G-LAUC-VF algoritma koji procesu u raspoređivanju daje prednost snopovima većeg prioriteta).

Četvrti, zadnji, problem obrađivan u radu je bio problem kreiranja snopova u rubnim usmjeriteljima. Simulacijskom analizom je pokazano da statističke karakteristike prometa u OBS mreži (međudolazna vremena snopova i duljina snopova) odstupaju od Poissonovog prometa, koji je korišten u simulaciji. Naime, razdiobe međudolaznih vremena te duljina snopova približavaju se normalnoj razdiobi zbog toga što promet u OBS mreži nastaje agregacijom velikog broja nezavisnih prometnih izvora.

Zadnji dio rada se bavio problemom realizacije kontrolne ravnine u OBS mreži. Pokazano da je najpogodnije rješenje uporaba (G)MPLS standarda, koji svojim karakteristikama omogućava jednostavnu realizaciju OBS kontrolne ravnine.

Konačan zaključak koji se može izvući nakon provedene analize je da OBS tehnika komutiranja može dosta efikasno riješiti nastale probleme u današnjim optičkim mrežama ali do njene realizacije je potrebno odgovoriti na brojna pitanja kako bi se sama tehnika standardizirala.

# Dodatak A.

## A.1 Popis oznaka

Oznaka	Opis
$\Delta$	Srednje vrijeme procesiranja kontrolnih paketa
$b$	Kapacitet odnosno kašnjenje optičke linije za kašnjenje (FDL).
$B$	Maksimalno kašnjenje koje može osigurati optički spremnik.
$L_{snop}$	Veličina snopa izražena u oktetima.
$L_{snop\ max}$	Maksimalna veličina snopa izražena u oktetima.
$L_{snop\ min}$	Minimalna veličina snopa izražena u oktetima.
$P_B (PB)$	Vjerojatnost gubitka snopa u OBS mreži
$s$	Vrijeme potrebno za podešavanje komutatorske matrice unutar jezgrenog usmjeritelja.
$T_{ba}$	Slučajna varijabla koja opisuje međudolazna vremena snopova.
$t_{BHC} (=t_{SD} - T_{odmak})$	Vrijeme dolaska kontrolnog paketa (BHC-a) u jezgri usmjeritelj, tj. SCU.
$T_D$	Kašnjenje snopa ostvareno pomoću optičkog spremnika.
$t_h$	Horizontsko vrijeme (valnog) kanala. Horizontsko vrijeme svakog (valnog) kanala predstavlja najranije vrijeme nakon kojeg kanal postaje slobodan i više nije planirana njegova uporaba.
$t_{h,i}$	Horizontsko vrijeme kanala $i$ .
$T_{odmak} (T_o)$	Vrijeme odmaka koje se koristi u JET signalizacijskom protokolu (eng. <i>Offset Time</i> )
$T_{pa}$	Slučajna varijabla koja opisuje međudolazna vremena paketa.
$t_{SD} (=t_{BHC} + T_{odmak})$	Vrijeme dolaska snopa u jezgri usmjeritelj.
$T_{th}$	Vremenski prag koji se koristi u kreiranju snopova
$\Delta_{extra}$	Dodatno vrijeme zadržavanja kontrolnog paketa u SCU-u korištenog u FAFA-VF algoritmu raspoređivanja kanala.
$\lambda$	Prometni intenzitet ( <i>paket/s</i> ili <i>snop/s</i> ).
$\delta (\delta_{scu})$	Vrijeme potrebno za procesiranje kontrolnog paketa unutar kontrolnog dijela jezgrenog usmjeritelja (SCU-a)

## A.2 Popis skraćenica i pojmova

Skraćenica/pojam	Opis
<i>BA – Burst Assembler</i>	Modul unutar rubnog usmjeritelja koji kreira i šalje snopovu u OBS mrežu.
<i>BD – Burst Disassembler</i>	Modul unutar rubnog usmjeritelja koji rastavlja snop na sastavne dijelove tj. pakete.
<i>BHC – Burst Header Cell</i>	Kontrolni paket koji nosi upravljačke informacije o snopu (vremenski odmak tj. trenutak dolaska snopa i duljinu snopa).
<i>BP – Burst Processor</i>	Modul unutar jezgrenog usmjeritelja koji procesira kontrolne pakete (BHC) i upravlja komutacijskim poljem.
<i>BSE – Burst Switching Element</i>	Komutacijski modul unutar jezgrenog usmjeritelja.
<i>BSM – Burst Storage Manager</i>	Modul za kontrolu pohrane snopova u optičku memoriju koji se nalazi unutar BSE modula.
<i>BSU – Burst Storage Unit</i>	Modul za pohranu snopova (optička memorija) koji se nalazi unutar BSE modula.
<i>DR – Delayed Reservation</i>	Tip rezervacije mrežnih resursa gdje se nakon procesiranja kontrolnih informacija rezervacija odgađa za trenutak dolaska snopa u čvor.
<i>FDL – Fiber Delay Line</i>	Optičko vlakno koje ima ulogu optičkog spremnika. Pohrana optičkog signala je ostvarena kašnjenjem signala za vremenski interval koji je jednak produktu duljine vlakna i brzine prostiranja optičkog signala (propagacijsko kašnjenje).
<i>FVMDS - Fixed Time Minimal Burst Length</i>	Algoritam kreiranja snopova koji se bazira na vremenskom mehanizmu i minimalnoj duljini snopa.
<i>IOM – Input Output Module</i>	Ulazno-izlazni modul koji je odgovoran za nanošenje vremenskih oznaka u BHC i određivanje izlaznog porta u jezgrenom usmjeritelju. Nalazi se unutar jezgrenog usmjeritelja.
<i>JET – Just Enough Time</i>	Signalizacijski protokol u OBS mreži koji se bazira na odgođenoj rezervaciji ( <i>DR – Delayed Reservation</i> )
<i>Jezgreni usmjeritelj (Core Router)</i>	Usmjeritelj u OBS mreži koji je odgovoran za usmjeravanje snopova na osnovu obrade kontrolnih paketa (BHC).
<i>JIT – Just In Time</i>	Signalizacijski protokol u OBS mreži koji se bazira na <i>tell-and-go</i> protokolu.
<i>MTMMBL - Maximal Time Minimal Maximal Burst Length</i>	Algoritam kreiranja snopova koji se bazira na vremenskom mehanizmu, minimalnoj i maksimalnoj duljini snopa.
<i>OBS - Optical Packet Switching</i>	Optička komutacija snopova.
<i>OCS – Optical Channel Switching</i>	Optička komutacija kanala.
<i>OPS - Optical Packet Switching</i>	Optička komutacija paketa.

Skraćenica/pojam	Opis
<i>Rubni usmjeritelj (Edge Router)</i>	Usmjeritelj u OBS mreži koji je odgovoran za kreiranje snopova i kontrolnih paketa. On vrši agregaciju paketa koji dolaze iz lokanih mreža.
<i>SCU – Switching Control Unit</i>	Kontrolni modul koji je dio jezgrenog usmjeritelja i ima ulogu procesiranja BHC-ova i rezervacije kapaciteta.

## Bibliografija:

- [1] I. Baldine, G. N. Rouskas, H. G. Perros and D. Stevenson, "Jumpstart: A Just-in-Time Signaling Architecture for WDM Burst-Switching Networks", *IEEE Communications Magazine*, vol. 40, no. 2, pp.82-89, February 2002.
- [2] S.Verma et al., "Optical Burst Switching: A Viable Solution for Terabit IP Backbone", *IEEE Network*, November/December 2000.
- [3] C. Qiao, M. Yoo, "Optical Burst Switching (OBS) – A New Paradigm for an Optical Internet", *Journal of High Speed Networks*, Special Issue on Optical Networks, Vol. 8, No 1, pp.69-84, 1999.
- [4] C. F. Hsu, T. L. Liu and N. F. Huang, "Performance Analysis of Deflection Routing in Optical Burst-Switched Networks", *Proceedings of the IEEE INFOCOM 2002*, New York, NY, June 2002.
- [5] M.Yoo and C.Qiao, "A New OBS Protocol for Supporting QoS", *Proceedings of the SPIE-Conference of All-optical Networking*, vol. 3531, pp. 396-405, Nov.1998.
- [6] J.S. Turner, "Terabit burst switching", *Journal of High Speed Networks*, vol. 8, No. 1, January 1999, pp. 3-16.
- [7] C.Qiao and M.Yoo, "Choices, Features and Issues in Optical Burst Switching", *Optical Networks Magazine*, vol.1, No. 2, pp. 36-44, 2000.
- [8] K.Dozer, C.Gauger, J.Späth, and S.Bodamer, "Evaluation of reservation mechanisms for optical burst switching", *AEÜ International Journal of Electronics and Communications*, vol.55, No. 1 January 2001.
- [9] V. M. Vokkarane, K. Haridos and J. Jue, "Threshold-Based Burst Assembly Policies for QoS Support in Optical Burst-Switched Networks", *Proceedings of the Optical Networking and Communication Conference (OptiComm) 2002*, Boston, MA, July-Aug 2002.
- [10] W. Picco, "Optical Packet Switching Techniques", Thesis, University of Illinois at Chicago 2002, Chicago, Illinois.
- [11] A. Ge, F. Callegati, and L. S. Tamil, "On optical burst switching and self-similar traffic", *IEEE Communications Letters*, 4(3):98–100, March 2000.
- [12] Y. Xiong, M. Vandenhouste, H. C. Cankaya, "Control Architecture in Optical Burst-Switched WDM Networks", *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, vol. 18, No 10, October 2000.
- [13] J. B. Chang and C. S. Park, "Efficient Channel-Scheduling in Optical Burst Switching Architecture", *Workshop of the High Performance Switching and Routing, 2002, Merging Optical and IP Technologies*, pp. 194-198.
- [14] S. Oh, H. H. Hong, M. Kang, "A Data Burst Assembly Algorithm in Optical Burst Switching Networks", *ETRI Journal*, vol. 24, Number 4, August 2002.



- [15] T. W. Um, J. K. Choi, Y. A. Kim, "Signaling and Control Procedures Using Generalized MPLS Protocol for IP over an Optical Network", *ETRI Journal*, vol. 24, Number 2, April 2002.
- [16] A. Banjeree, J. Drake, et al., "Generalized Multiprotocol Label Switching: An Overview of Routing and Management Enhancements", *IEEE Communications Magazine*, January 2001.
- [17] A. Doria, K. Sundell, "General Switch Management Protocol (GSMP) Applicability", <http://rfc3294.x42.com/>,
- [18] P. Ashwood-Smith et al., "Generalized Multi-Protocol Label Switching (GMPLS) Architecture", Internet draft, draft-ietf-ccamp-gmpls-architecture-02.txt, June 2001,
- [19] X. Wang, A. Saito, H. Morikawa and T. Aoyama, "Distributed Wavelength Assignment Algorithm for Optical Bursts in WDM Networks", *Proceedings of the Sixth Optoelectronics and Communications Conference (OECC/IOOC 2001)*, pp.191-193, Sydney, Australia, July. 2001.
- [20] X. Wang, et al., "On Wavelength Assignment and Deflection Routing for Contention Resolution in Burst Switched Photonic Networks", *Proceedings of the SPIE*, vol. 4910, 2001.
- [21] T. Hashiguichi et al., "CoS-oriented Wavelength Assignment Algorithm in Burst Switching Optical Networks", *Proceedings of the Sixth Optoelectronics and Communications Conference (OECC/IOOC 2001)*, pp.370-371, Sydney, Australia, July. 2001.
- [22] M. Yang, S.Q.Zheng and D. Verchere, "A QoS Supporting Scheduling Algorithm for Optical Burst Switching DWDM Networks", *Proceedings of the GLOBECOM 01*, pp. 86-91, 2001.
- [23] J. A. White, R. S. Tucker and K. Long, "Merit-based Scheduling Algorithm for Optical Burst Switching", *Proceedings of the COIN-PS 2002*, Cheju Island, Korea, July 2002.
- [24] X. Yu, Y. Chen and C. Qiao, "Performance Evaluation of Optical Burst Switching with Assembled Burst Traffic Input", *Proceedings of the IEEE Globecom 2002*, Taipei, Taiwan, November 2002.
- [25] D. Gross, C. M. Harris, "*Fundamentals of Queuing Theory*", John Wiley & Sons (New York, London, Sydney, Toronto), 1974.
- [26] M. Yoo, C. Qiao, S. Dixit, "QoS Performance in IP over WDM Networks", *IEEE J. Selected Areas in Communications (JSAC), Special Issue on the Protocols for Next Generation Optical Internet*, vol. 18, No. 10, pp. 2062-2071, Oct. 2000.
- [27] I. Miguel, M. Düser, P. Bayvel, "Traffic Load Bounds for Optical Burst-Switched Networks with Dynamic Wavelength Allocation", *Proceedings of the IFIP 5<sup>th</sup> Working-Conference on Optical Network Design and Modeling (ONDM 2001)*, vol. 1, Vienna, 5<sup>th</sup>-7<sup>th</sup>, Feb. 2001.
- [28] S. R. Amstutz, "*Burst Switching – An Update*", *IEEE Communication Magazine*, pp.50–57, September 1989.
- [29] A. Patankar, N.Arora, S.Asthana, "*Simulation and Performance Analysis of Wavelength Switching, Optical Burst Switching in Hierarchical Networks*", [www.cs.buffalo.edu/~nkarora/OBSreport.pdf](http://www.cs.buffalo.edu/~nkarora/OBSreport.pdf).
- [30] A.Myers, P.Bayvel, "Performance of the Just-Enough-Time (JET) scheme for Optical Burst Switching", *Proceedings of the London Communication Symposium*, 2001.
- [31] M. Neuts, H. L. Vu and M. Zukerman, "Insight into the Benefit of Burst Segmentation in Optical Burst Switching", *Proceedings of the COIN-PS 2002*, Cheju Island, Korea, July, 2002.
- [32] J. Y. Wei and R. I. McFarland, "Just-In-Time Signaling for WDM Optical Burst Switching Networks", *Journal of Lighthwave Technology*, vol. 18, No. 12, December 2000.
- [33] A. Detti, M. Lisanti, "Impact of Segments Aggregation on TCP Reno Flows in Optical Burst Switching Networks", *Proceedings of the IEEE INFOCOM 2002*, New York, NY, June 2002.

- [34] V. M. Vokkarane, Q. Zhang, J. P. Jue and B. Chen, "Generalized Burst Assembly and Scheduling techniques for QoS Support in Optical Burst-Switched Networks", *Proceedings of the IEEE GLOBECOM 2002*, Taipei, Taiwan, Nov 2002.
- [35] K. Dolzer, "Assured Horizon - An Efficient Framework for Service Differentiation in Optical Burst Switched Networks", *Proceedings of the Optical Networking and Communications Conference (OptiComm 2002)*, Boston, MA, July-Aug 2002.
- [36] L. Xu, H. G. Perros and G. Rouskas, "Techniques for Optical Packet Switching and Optical Burst Switching", *IEEE Communications Magazine*, pp. 136-142, January 2001.
- [37] M. Yoo, C. Qiao, S. Dixit, "Optical Burst Switching for Service Differentiation in the Next-Generation Optical Internet", *IEEE Communications Magazine*, pp. 98-104, February 2001.
- [38] Y. Chen and J. S. Turner, "WDM Burst Switching for Petabit Capacity Routers", *Proceedings of the Milcom*, 1999.
- [39] S. Kim, N. Kim, M. Kang, "Contention Resolution for Optical Burst Switching Networks Using Alternative Routing", *Proceedings of the IEEE ICC 2002*, New York, NY, April-May 2002.
- [40] L. Xu, H. G. Perros and G. N. Rouskas, "A Simulation Study of Access Protocols for Optical Burst-Switched Ring Networks", *Proceedings of the Networking 2002*, May 19-24, 2002, Pisa, Italy.
- [41] S. Yao, B. Mukherjee and S. Dixit, "Asynchronous Optical Packet-Switched Networks: A Preliminary Study of Contention-Resolution Schemes", *Proceeding of the Optical Networks Workshop*, UT Dallas, Jan. 2000.
- [42] D. Morato, J. Aracil, L. A. Diez, M. Izal, E. Magaña, "On Linear Prediction of Internet Traffic for Packet and Burst Switching Networks", *Proceedings of the 10<sup>th</sup> International Conference on Computer Communications and Networks*, 2001, pp. 138 -143.
- [43] M. Yoo and C. Qiao, "Supporting Multiple Classes of Service In IP over WDM Networks", *Proceedings of the IEEE GLOBECOM*, Rio, Brazil, Dec. 1999, pp. 1023-1027.
- [44] J. Ramamirtham, J. Turner, "Design of Wavelength Converting Switches for Optical Burst Switching", *Proceedings of the IEEE INFOCOM 2002*, New York, NY, June 2002.
- [45] J. White, M. Zukerman and H. L. Vu, "A Framework for Optical Burst Switching Network Design", *IEEE Communications Letters*, vol. 6, No. 6. June 2002.
- [46] V. M. Vokkarane, J. P. Jue and S. Sitaraman, "Burst Segmentation: An Approach For Reducing Packet Loss In Optical Burst Switched Networks", *Proceedings of the IEEE ICC '02*, New York, NY, vol. 5, pp. 2673-2677, April 2002.
- [47] M. Yoo, C. Qiao and S. Dixit, "A Comparative Study of Contention Resolution Policies in Optical Burst Switched WDM Networks", *Proceedings of the Conference on Terabit Optical Networking: Architecture, Control and Management Issues*, vol. 4213, pp. 124-135, 2000.
- [48] X. Yu, Y. Chen and C. Qiao, "A Study of Traffic Statistic of Assembled Burst Traffic in Optical Burst Switched Networks", [wdm.cse.buffalo.edu/papers/Yu\\_opti02.pdf](http://wdm.cse.buffalo.edu/papers/Yu_opti02.pdf).
- [49] X. Wang, H. Morikawa and T. Aoyama, "A Deflection Routing Protocol for Burst Switching WDM mesh networks", *Proceedings of the 5<sup>th</sup> Optoelectronics and Communications Conference (OECC 2000)*, Makuhari, Japan, pp. 94-95, Jul. 2000.
- [50] E. Sirén and E. Hyytiä, "Delay Line Configuration in Optical Burst Switching with JET Protocol", [www.columbia.edu/~vpf3/joris\\_review.pdf](http://www.columbia.edu/~vpf3/joris_review.pdf).
- [51] M. Yoo and C. Qiao, "A New Optical Burst Switching Protocol for Supporting Quality of Service", *Proceedings of the SPIE - Conf. All-optical Networking*, vol. 3531, pp. 396-405, 1998.

- [52] J. S. Turner, "Terabit Burst Switching", *Journal of High Speed Networks*, vol. 8, no. 1, January 1999, pp. 3-16.
- [53] M. Lacković, and R. Inkret, "Network Design, Optimization and Simulation Tool Cosmos", *Proceedings of the WAON*, Zagreb, Croatia , pp. 37-44, June 13-14, 2001.
- [54] C. S. Ram Murty and M. Gurusamy, "*WDM Optical Networks: Concept, designs, and algorithms*", Prentice Hall PTR, Upper Saddle River, New Jersey 07458, 2002.

# Životopis

Marije Ljolje rođen je 8. rujna 1976. godine u Sarajevu, Bosna i Hercegovina. Diplomirao je u ožujku 2001. godine na Zavodu za telekomunikacije Fakulteta elektrotehnike i računarstva. Od tada radi kao znanstveni novak na istom zavodu. Područja njegovog znanstvenog i stručnog rada su optičke transmisijske mreže te optimizacijske i simulacijske metode vezane uz transportne mreže. Član je udruge inženjera elektrotehnike IEEE.

## Popis objavljenih radova:

1. Marije Ljolje, Robert Inkret and Branko Mikac, "Design of Optimal Data Link Layer Topology for IP/WDM Networks", *Proceedings of WAON 2001, 2<sup>nd</sup> International Workshop on All-Optical Networks*, pp. 27-32, Zagreb, Croatia, June 2001.
2. Marije Ljolje and Branko Mikac, "A Heuristic Algorithm for Designing Logical Topologies in Packet Networks with Wavelength Routing", *Proceedings of SoftCOM 2002, 10<sup>th</sup> International Conference on Software, Telecommunications & Computer Networks*, pp. 752-756, Split-Venice-Ancona-Dubrovnik, Croatia, October 2002.
3. Marije Ljolje and Branko Mikac, "Architecture and Performances of Optical Networks with Burst Switching", *Proceedings of Mipro 2003, 26<sup>th</sup> International Convention*, pp. 93-98, Opatija, Croatia, May 2003.

# Analiza performansi optičkih transmisijskih mreža s komutacijom snopova

## Sažetak

Ovaj rad je posvećen analizi nove komutacijske paradigme u optičkim mrežama, tj. optičkoj komutaciji snopova (*OBS – Optical Burst Switching*). Optička komutacija snopova predstavlja najbolje rješenje u pogledu iskorištenja raspoloživih kapaciteta u optičkim mrežama s obzirom na razvojni stupanj optičke transmisijske tehnologije. Budući da je to relativno nova tehnika te još nije standardizirana u radu je provedena analiza od samih protokola i arhitektura do konkretnih problema vezanih uz spomenutu komutacijsku tehniku. Konkretno, u radu su analizirani signalizacijski protokoli koji implementiraju paradigmu komutacije snopova. Nadalje, u radu je dan pregled arhitektura mrežnih elemenata od kojih jedna bila računalno modelirana i implementirana s ciljem simulacijske analize drugih problema OBS-a. Od problema proučavane su tehnike alociranja mrežnih resursa, načini uvođenja kvalitete usluge, mehanizmi rješavanja sukoba te prometne karakteristike. Provedenim analizama pokazane su prednosti odnosno nedostatci pojedinih rješenja s ciljem pronalaska najboljeg rješenja.

**Ključne riječi:** Optička komutacija snopova (OBS), rješavanje sukoba, signalizacijski protokoli (JIT, JET), klasa usluge, algoritmi raspoređivanja kanala, kontrolna ravnina.

# Performance Analysis of Transmission Networks with Optical Burst Switching

## Summary

This work is dedicated to analysis of the new switching paradigm in optical networks, i.e. *Optical Burst Switching* (OBS). Optical burst switching present the best solution in case of efficient usage of available capacities in the optical networks in consideration of development level of optical transmission equipment. Because this is relatively new switching technique and it is not standardized, this work brings analysis from signalization protocols and architecture to the some issues related to the mentioned technique. Precisely, in this work signalization protocols, which implement this switching technique, are analyzed. Further, this work brings overview of architectures of network elements, where one of them was computer modeled and implemented with propose of analysis other issues in OBS. Issues that were analyzed are data scheduling algorithms, implementation of CoS (*Class of Service*), contention resolution schemes and traffic aggregators and characteristics. With those analyses, it was shown advantages and disadvantages of particular solutions, where goal was finding the best solution.

**Key words:** Optical Burst Switching (OBS), contention resolution, signalization protocols (JIT, JET), Class of Service (CoS), Data Channels Scheduling Algorithms, Control Plane.