

SVEUČILIŠTE U ZAGREBU  
FAKULTET ELEKTROTEHNIKE I RAČUNARSTVA

Marko Lacković

**MODELIRANJE I ANALIZA PERFORMANSI  
OPTIČKIH TRANSMISIJSKIH MREŽA S  
KOMUTACIJOM PAKETA**

MAGISTARSKI RAD

Zagreb, 2004.

Magistarski rad je izrađen na Zavodu za telekomunikacije Fakulteta elektrotehnike i računarstva u Zagrebu te u Laboratoire de Télécommunications, Ecole Polytechnique Fédérale de Lausanne, Švicarska

Mentor: Prof. dr. sc. Branko Mikac

Magistarski rad ima 200 stranica

**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 – Hrvatski Telekom, 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 – Hrvatski Telekom, Zagreb
4. Doc.dr.sc. Alen Bažant – zamjenik

**Datum obrane:** 12. ožujka 2004. godine

# Sadržaj

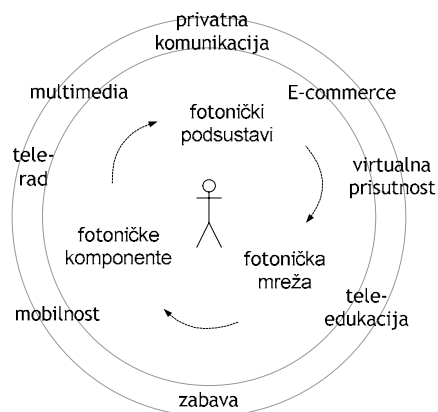
<b>SADRŽAJ</b> .....	<b>3</b>
<b>1 UVOD</b> .....	<b>6</b>
<b>2 EVOLUCIJA OPTIČKE ŠIROKOPOJASNE MREŽE</b> .....	<b>8</b>
2.1 PRIENOS .....	8
2.2 KONVERGENCIJA SLOŽAJA .....	10
2.3 IZMJENA PODATAKA IZMEĐU SLOJEVA .....	11
2.4 KOMUTACIJSKI MEHANIZMI.....	12
2.4.1 Optička komutacija kanala .....	13
2.4.2 Optička komutacija snopova.....	15
2.4.3 Optička komutacija paketa .....	15
2.4.4 Daljnji razvoj.....	17
<b>3 OBILJEŽJA OPTIČKE KOMUTACIJE PAKETA</b> .....	<b>19</b>
3.1 MOTIVACIJA.....	19
3.2 OSNOVNI PROBLEMI .....	19
3.3 KOMPONENTE MREŽE S OPTIČKOM KOMUTACIJOM PAKETA .....	20
3.3.1 Ugodivi laseri .....	21
3.3.2 Pretvornici valnih duljina.....	23
3.3.3 Regeneracija optičkog signala.....	25
3.3.4 Optički prospojnici .....	25
3.4 IMPLEMENTACIJE OPTIČKE KOMUTACIJE PAKETA.....	27
3.4.1 ATMOS .....	27
3.4.2 KEOPS.....	28
3.4.3 WASPNET.....	31
3.4.4 DAVID.....	32
3.4.5 FLAMINGO .....	33
<b>4 OPTIČKI PAKET</b> .....	<b>35</b>
4.1 FORMATI PAKETA I ZAGLAVLJA.....	35
4.1.1 Zaštitno vrijeme .....	35
4.1.2 Sinkronizacijsko polje.....	36
4.1.3 Zaglavlje (oznaka) .....	36
4.1.4 Načini prijenosa zaglavlja.....	36
4.1.5 Korisnički podaci.....	38
4.2 POHRANJIVANJE PODATAKA.....	46
4.3 ZAKAZIVANJE I KONTROLA .....	47
4.4 AGREGACIJA IP DATAGRAMA I STVARANJE OPTIČKIH PAKETA .....	47
<b>5 ARHITEKTURA ČVORA</b> .....	<b>51</b>
5.1 PREGLED ARHITEKTURA PROSPOJNIKA .....	51
5.1.1 Optički paketski prospojnik s usmjeravanjem valnih duljina.....	51
5.1.2 Broadcast-and-Select paketski prospojnik.....	53
5.1.3 Optički paketski prospojnik s prostornim prospajanjem .....	54
5.1.4 Prospojnici u sinkronim mrežama .....	56
5.1.5 Usporedba arhitektura.....	57

5.2	MODELI ČVOROVA MREŽE.....	57
5.2.1	IPPoP.....	58
5.2.2	WDMPoP.....	59
5.2.3	Sučelje IPPoP – WDMPoP.....	60
<b>6</b>	<b>ARHITEKTURA MREŽE.....</b>	<b>66</b>
6.1	SINKRONIZACIJA OPTIČKE PAKETSKE MREŽE.....	66
6.1.1	Varijacije kašnjenja između čvorova.....	67
6.1.2	Varijacije kašnjenja unutar čvorova.....	67
6.1.3	Sinkrone optičke paketske mreže.....	68
6.1.4	Asinkrone optičke paketske mreže.....	70
6.1.5	Usporedba sinkronih i asinkronih rješenja.....	71
6.2	MREŽNE TOPOLOGIJE.....	71
6.3	DIMENZIONIRANJE OPS MREŽE.....	73
6.3.1	Opis komunikacije.....	73
6.3.2	Procedura dimenzioniranja.....	76
6.4	DIMENZIONIRANJE OCS MREŽE.....	91
6.4.1	Transportni entiteti.....	91
6.4.2	Struktura.....	92
6.4.3	Procedura dimenzioniranja.....	95
6.5	ANALITIČKI PRISTUP DIMENZIONIRANJU OPS MREŽE.....	96
6.5.1	Model mreže i čvora.....	96
6.5.2	Analitički proračun CLR.....	97
6.5.3	Implementacija.....	99
6.5.4	Procedura dimenzioniranja mreže.....	101
6.5.5	Rezultati.....	101
<b>7</b>	<b>RASPOLOŽIVOST MREŽE.....</b>	<b>108</b>
7.1	ON/OFF MODEL RASPOLOŽIVOSTI.....	108
7.2	RASPOLOŽIVOST TRANSPORTNIH ENTITETA.....	109
7.2.1	OPS mreža.....	109
7.2.2	OCS mreža.....	112
7.3	RASPOLOŽIVOST MREŽE.....	113
7.4	ANALITIČKI PRORAČUN.....	114
7.5	SIMULACIJA KVAROVA.....	115
7.6	REZULTATI.....	116
7.6.1	OPS pan-europska mreža.....	116
7.6.2	OCS pan-europska mreža.....	117
<b>8</b>	<b>RJEŠAVANJE SUKOBNA.....</b>	<b>119</b>
8.1	OPTIČKO POHRANJIVANJE PODATAKA.....	119
8.1.1	Tehnike pohranjivanja.....	120
8.1.2	Analiza izlaznog pohranjivanja paketa.....	122
8.1.3	Pohranjivanje paketa promjenjive duljine.....	126
8.2	OTKLONSKO USMJERAVANJE.....	137
8.3	PRETVORBA VALNIH DULJINA.....	141
8.4	ANALIZA PAN-EUROPSKE MREŽE.....	143
8.4.1	Skaliranje opterećenja.....	143

8.5	REALNO PROMETNO OPTEREĆENJE .....	148
8.5.1	<i>Kapacitet spremnika .....</i>	<i>148</i>
8.5.2	<i>Otklonsko usmjeravanje.....</i>	<i>149</i>
8.5.3	<i>Bez promjene valnih duljina .....</i>	<i>150</i>
<b>9</b>	<b>KVALITETA USLUGE .....</b>	<b>152</b>
9.1	ARHITEKTURA ČVORA S DIFERENCIJACIJOM USLUGA .....	152
9.2	MEHANIZMI DIFERENCIJACIJE USLUGA.....	154
9.2.1	<i>Rezervacija valnih duljina (WA).....</i>	<i>154</i>
9.2.2	<i>Kombinacija rezervacije i odbacivanja u odnosu na prag (WA/TD).....</i>	<i>156</i>
9.2.3	<i>Rezervacija valnih duljina sa zakazivanjem (WAS).....</i>	<i>158</i>
<b>10</b>	<b>PROMETNI IZVORI I MODELI.....</b>	<b>160</b>
10.1	POISSONOV PROMET .....	161
10.2	USNOPLJENI PROMET.....	161
10.3	SAMOSLIČNI PROMET .....	162
10.3.1	<i>Definicija samosličnog procesa .....</i>	<i>162</i>
10.3.2	<i>Obilježja samosličnih procesa .....</i>	<i>164</i>
10.3.3	<i>Heavy-Tailed razdiobe, Pareto razdioba.....</i>	<i>165</i>
10.4	STOHAISTIČKO MODELIRANJE SAMOSLIČNOG PROCESA.....	167
10.4.1	<i>Frakcionalan Gaussov šum.....</i>	<i>167</i>
10.4.2	<i>Samosličnost ostvarena agregacijom.....</i>	<i>169</i>
10.5	GENERATORI SAMOSLIČNOG PROMETA .....	172
10.5.1	<i>Generator Pareto prometa (gParetoSource) .....</i>	<i>172</i>
10.5.2	<i>Generator samosličnog prometa (frakcionalan Gaussov šum) (gSSSource).....</i>	<i>174</i>
10.6	OCJENA SAMOSLIČNOSTI PROCESA.....	177
10.6.1	<i>Whittle-ov estimator.....</i>	<i>177</i>
10.6.2	<i>Statističke metode za testiranje samosličnosti .....</i>	<i>178</i>
10.7	SIMULACIJA.....	181
10.7.1	<i>Simulirani sustav.....</i>	<i>181</i>
10.7.2	<i>Rezultati .....</i>	<i>182</i>
10.8	PROMETNI MODEL .....	186
	<b>ZAKLJUČAK .....</b>	<b>190</b>
	<b>DODATAK.....</b>	<b>192</b>
	POPIS SKRAĆENICA .....	192
	<b>LITERATURA .....</b>	<b>194</b>
	<b>SAŽETAK.....</b>	<b>198</b>
	<b>SUMMARY.....</b>	<b>199</b>
	<b>ŽIVOTOPIS.....</b>	<b>200</b>

# 1 Uvod

Paradigma optičke transmisijske mreže promijenila se u proteklom razdoblju iz načina prijenosa podataka upravljanim protokolima viših slojeva u inteligentan i upravljiv pružatelj usluga korisniku. Sirovom kapacitetu kao temeljnoj ideji optičkog prijenosa dodani su upravljivi optički prospojnici i upravljački mehanizmi koji raspolažu podacima dovoljnim za samostalno prospajanje novih komunikacijskih putova, dinamičko usmjeravanje prometa osiguranjem tražene kvalitete usluge (QoS), te preusmjeravanje u slučaju zagušenja i kvarova. Cilj je osigurati dinamičko, brzo i pouzdano posluživanje prometa velikog kapaciteta i brzo promjenjivih obilježja, kao i različitih zahtjeva kvalitete usluge. Optička mreža je tako postala temeljna okosnica vizije višeuslužne mreže sposobne zadovoljiti sve oblike korisničkih zahtjeva (Slika 1.1).



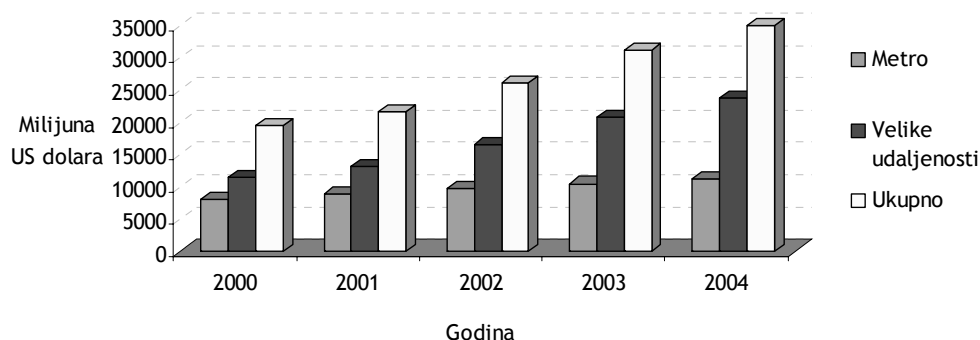
Slika 1.1 Uloga fotoničkih mreža u ostvarenju buduće višeuslužne mreže

Tehnologija je osnovna zapreka viziji optičke mreže kao inteligentnog ponuđača usluge. Naime, današnja optička mreža sporo evoluirala od rudimentarnog prijenosnog medija s kraja na kraj s ručnim prospajanjem u slučaju promjena, prema upravljivoj komutaciji kanala. Evolucijski gledano optička mreža prolazi prvu fazu koje su električne mreže prolazile s analognom komutacijom kanala pri prijenosu glasa u telefonskoj mreži.

Komutacija kanala i pod pretpostavkom upravljivosti nije dovoljno fleksibilna da bi mogla podržati čitav raspon tražene kvalitete usluge od klasične "Internetske" IP komunikacije koja ne podrazumijeva nikakva ograničenja na prijenos (*best effort*), do zahtjevnih prijenosa zvuka i slike visoke definicije na zahtjev u realnom vremenu. Jedan je od preduvjeta inteligencije i upravljivosti uska suradnja fotoničkog sloja i protokola viših slojeva, a primarno dominantnog Internet protokola (IP). Optička komutacija kanala je i s tog gledišta neprikladna posluživati dinamički, visoko varijabilni (samoslični) IP promet. Očito je da raznorodnost traženih usluga od govora, preko videa do podataka (obično se ova trojka naziva *Triple Play*) zahtjeva i raznolikost komutacijskih mehanizama koje optička mreža mora podržati.

Da bi mogla podržati tražene usluge optička mreža osim tehnološke evolucije mora doprijeti do svakog korisnika. Pojam klasične transmisijske mreže ograničen je na velike udaljenosti, no više ne zadovoljava jer i pristup mreži pod pretpostavkom osiguranja kvalitete usluge mora biti širokopoasan. Zbog toga se okviri optičke

transmisijske mreže pomiču s mreža velikih područja (WAN – *Wide Area Network*) prema metropolitanskim (MAN – *Metropolitan Area Network*) i lokalnim mrežama (LAN – *Local Area Network*). Cilj je omogućiti pristup korisniku iz njegova doma izravno ponuđaču usluge, odnosno optičkoj mreži bez raznorodnih pristupnih mreža koje bi predstavljale uska grla. Slika 1.2 prikazuje ukupan kapital u sjevernoameričkom optičkom tržištu u proteklih nekoliko godina (izvor RHK [1]).



Slika 1.2 Sjevernoameričko optičko tržište

Da bi se omogućio što širi raspon usluga, posljednjih se godina vodilo dosta rasprava o načinu integracije dvije tehnologije s dijametralno suprotnim gledištima na prijenos podataka s kraja na kraj. Pokušava se, naime, u istoj mreži omogućiti suživot komutacije kanala i komutacije paketa u optičkoj domeni koje imaju različita obilježja s obzirom na prijenos podataka, a time pružaju i različitu podršku kvaliteti usluge. Uz pitanje komutacije nameće se i optimizacija protokolnog složaja iz današnjeg složaja s velikim brojem protokola s preklapajućom funkcionalnosti prema jednostavnoj paradigmi IP-preko-optike (*IP over optical*) u kojoj postoji zajednička upravljačka ravnina i dijeljenje podataka o topologiji i usmjeravanju koje su osnova inteligencije fotoničkog sloja. Funkcionalnosti ostalih protokola (poput ATM i Sonet/SDH) migrirale bi ili prema IP ili prema fotoničkom sloju.

Ovaj rad posvećen je optičkoj komutaciji paketa kao mehanizmu koji je u predstandardizacijskoj i predimplementacijskoj fazi i stoga podložan analizama predloženih i implementaciji novih protokola i rješenja. Drugo poglavlje daje kontekst optičkoj komutaciji paketa kratkim pregledom evolucije optičke širokopolasne mreže. Treće poglavlje opisuje obilježja komutacije paketa uz prikaz dosadašnjih implementacija koje su ograničene na laboratorijsku primjenu. Četvrto poglavlje analizira potrebne komponente i tražena svojstva za ostvarenje optičke komutacije paketa. Analiza performansi mreže kreće od optičkog paketa gdje se na generičkoj razini promatra utjecaj formata paketa na efikasnost prijenosa s obzirom na prospajanje. Šesto i sedmo poglavlje usmjereni su na modeliranje čvora i mreže. Predložen je model čvora koji omogućuje analizu utjecaja pojedinih funkcionalnih dijelova i komponenti na performanse. Predložena je metoda dimenzioniranja mreže te dana usporedba s dimenzioniranjem mreže s komutacijom kanala. Predložena je i arhitektura transportnih entiteta koja u osmom poglavlju služi kao osnova proračuna raspoloživosti mreže s komutacijom paketa. Deveto poglavlje analizira mehanizme rješavanja sukoba, a deseto je usmjereno analizi podrške kvaliteti usluge. U dodatku je dan pregled korištenih generatora prometa i prometnih modela.



## 2 Evolucija optičke širokopojasne mreže

Tradicionalni pristup optičkoj transmisijskoj mreži pretpostavlja pasivnu primjenu optičke tehnologije koja omogućuje komunikaciju između rubnih točaka (*point-to-point WDM systems*). U toj paradigmi prijenos je ostvaren u optičkoj domeni, dok je komutacija ostvarena u električkoj domeni. Koncepti transmisijske i komutacijske mreže time su, osim u funkcijskom, podijeljeni su i u tehnološkom pogledu. Takav pristup pruža vrlo malu fleksibilnost u upravljanju komunikacijom i rekonfigurabilnošću što je osobito vidljivo u slučajevima kvara kada se komunikacija ručno prospaja na zaštitne putove. Kvaliteta usluge je smanjena zbog spore reakcije na kvarove u mreži. Takva mreža ne može zadovoljiti promjene u prometnim zahtjevima svoje okoline i ima vrlo sporu reakciju na kvarove.

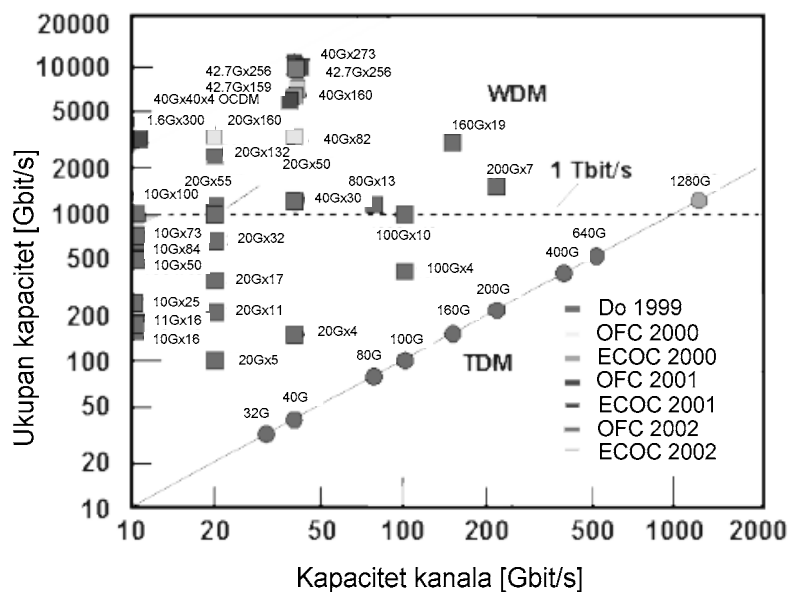
Efikasnost mreže temeljena na dinamičkom pristupu uspostavi i prekidu komunikacije, te dijeljenju i rekonfigurabilnosti resursa, može se ostvariti uvođenjem komutacije u optičku transmisijsku mrežu. Stanje se počelo mijenjati uvođenjem optičkih prospojnika koji su omogućili fleksibilnije mrežne arhitekture. Automatizaciju do tada pasivne i ručno upravljane mreže u ovom slučaju treba promatrati kao uvođenje inteligencije na fotonički sloj koja bi trebala smanjiti (ili ukloniti) potrebu za ljudskom intervencijom. Pritom se pojavljuju različite razine automatizacije koje se kreću od postavljanja optičkih prospojnika koji su ljudski konfigurirani (izravno ili preko viših slojeva) do automatske konfiguracije automatskim proračunom optičkih putova, što se može povezati sa signaliziranjem s viših slojeva koje daje informaciju o zahtjevima za resursima ovisno o ponuđenoj usluzi.

Preduvjeti uvođenju dinamike u optičku transmisijsku mrežu uključuju efikasniji protokolni složaj i razmjenu informacije između optičkog (fotoničkog) sloja i viših slojeva.

### 2.1 Prijenos

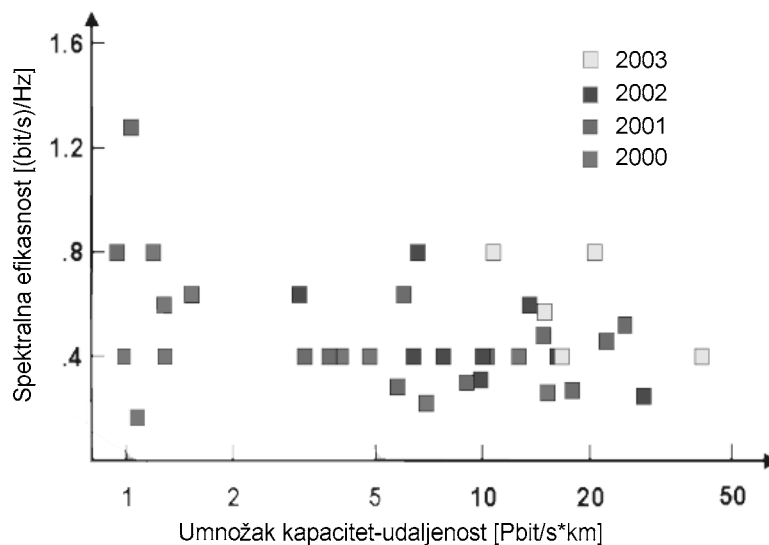
Razvoj tehnologije vezane uz prijenos signala omogućio je prijenos sve veće količine podataka na sve veće udaljenosti. Razvoj se prije svega odnosi na tehnologiju proizvodnje optičkih vlakana čime je smanjeno gušenje i povećana moguća udaljenost na kojoj se može prenositi neregenerirani signal. S druge strane povećanje kapaciteta terminalne opreme porastom broja kanala i brzine po kanalu omogućio je prijenos većih količina podataka istim vlaknima.

Kapacitet kanala, broj kanala i umnožak ukupnog kapaciteta i udaljenosti na koju se može prenositi neregenerirani signal parametri su koji određuju prijenosni WDM sustav. Slika 2.1 prikazuje trend povećanja kapaciteta i ukupnog kapaciteta sustava u proteklih nekoliko godina. Rezultati su objavljeni na OFC i ECOC konferencijama (izvor *IST-Optimist* projekt [2]).



Slika 2.1 Povećanje kapaciteta kanala i ukupnog kapaciteta

Slika 2.2 prikazuje povećanje umnoška kapacitet-udaljenost tijekom proteklih nekoliko godina (izvor *IST-Optimist* projekt [2]).



Slika 2.2 Povećanje umnoška kapacitet-udaljenost

Tabela 2.1 daje podatke o najsuvremenijoj opremi koju nude proizvođači u 2003. godini.

Tabela 2.1 Podaci o vrhu ponude proizvođača za 2003. godinu

Proizvođač	Kapacitet [Tbit/s]	Razmak kanala [GHz]	Efikasnost [bit/s/Hz]	Udaljenost [km]
Mintera	1.6	100	0.4	10.0
OFS, Bell Labs, Fitel	6.4	50	0.8	3.20
Alcatel	1.98	25	0.4	8.37

Proizvođač	Kapacitet [Tbit/s]	Razmak kanala [GHz]	Efikasnost [bit/s/Hz]	Udaljenost [km]
Tyco	3.73	25	0.4	11.00
KDDI, Mitsubishi	1.708	70	0.57	8.70
OFS	0.426	50	0.2	2400
Alcatel	6.3	50	0.8	1.70
Marconi*	0.09	100	0.1	5.75
Tyco	1.18	25	0.4	8.99

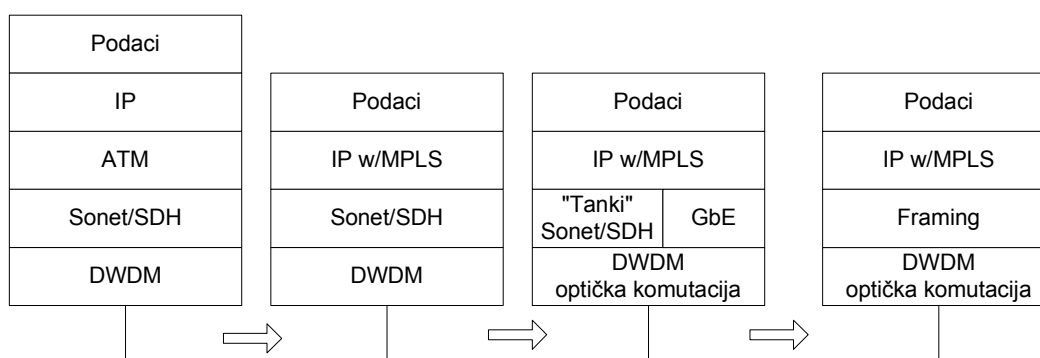
\*neregenerirano preko standardnog jednomodnog vlakna

## 2.2 Konvergencija složaja

Dodavanje novih slojeva koji moraju podjednako evoluirati u pitanju automatizacije da bi se evolucija odrazila na mrežu u cjelini predstavlja nerješiv problem u slučaju složaja kojeg čine brojni protokoli s ispreplitanjem funkcionalnosti.

Današnje mreže uglavnom koriste protokolni složaj s 4 sloja (Slika 2.3):

- IP – prijenosni protokol koje izravno koriste aplikacije i usluge,
- ATM – za upravljanje prometom (*traffic engineering*),
- Sonet/SDH – prijenos podataka, te
- DWDM – efikasno korištenje optičkog prijenosnog kapaciteta.



Slika 2.3 Evolucija protokolnog složaja

Spomenuta arhitektura s 4 sloja bila je neskalabilna s obzirom na povećanje prometa te slabo financijski iskoristiva.

Efikanan bi prijenos trebao optimizirati cijenu podatkovnog multipleksiranja i komutacije podataka preko širokog raspona brzina prijenosa. DWDM se koristi kao rješenje za jeftino povećanje kapaciteta prijenosa stvaranjem virtualnih prijenosnih kanala na jednom vlaknu. Optički prospojnici na razini valnih duljina danas su dominantno rješenje za prospajanje prometa velikih brzina s obzirom da je elektroničko procesiranje i prospajanje na razini paketa ograničeno brzinom, a optičko procesiranje još daleko od komercijalne primjene.

Kako su IP datagrami danas dominantni kao ulaz u niže slojeve protokolnog složaja posebna pažnja treba biti posvećena agregaciji sporih tokova IP datagrama s viših slojeva u brze prijenosne oblike (optičke pakete, snopove ili jednostavne kanale -

valne duljine) koji se prenose transmisijskom mrežom. Statističko je multipleksiranje tehnologija koja se najčešće spominje kao rješenje za optičke pakete i snopove.

### **2.3    *Izmjena podataka između slojeva***

S porastom mogućnosti procesiranja IP usmjeritelja i optičkih prospojnika pojavljuje se ideja uklanjanja ATM i Sonet/SDH sloja, te migriranja njihove funkcionalnosti na IP i fotonički sloj. Na taj način nastaje osnova za efikasniju i skalabilniju mrežu za prijenos velike količine podataka.

Cilj dodavanja inteligencije upravljanja optičkoj mreži je automatiziranje dodavanja resursa u samoj optičkoj mreži kao i između optičke i paketske mreže ovisno o traženoj usluzi. Takva je inteligencija nužna za potpuno iskorištavanje raspoloživih elektroničkih i optičkih mrežnih elemenata.

Dinamičko je usmjeravanje tradicionalno funkcija 3. sloja mreže (IP) i najčešće se povezuje s paketskim mrežama. Takvo dinamičko usmjeravanje uključuje mehanizme za otkrivanje susjednosti i topologije, te proračuna putova u mreži. Signalizacija je, s druge strane uglavnom povezana s procesom uspostave veze i komutacijom kanala, odnosno s tradicionalnim TDM mrežama u govornom svijetu, te ATM, Frame Relay i MPLS protokolima u podatkovnom svijetu. Da bi takva mreža s komutacijom kanala bila u potpunosti automatizirana, mora postojati mogućnost proračuna putova za uspostavu veza između krajnjih točaka. Podaci o usmjeravanju koriste se za proračun putova koji zatim služe za jednostavno fiksno usmjeravanje prometa.

Trend evolucije optičke mreže i izravnog prijenosa IP datagrama optičkom mrežom zahtijeva implementaciju funkcionalnosti viših slojeva u fotoničkom sloju, što implicira i nadopunu odgovarajućim kontrolnim mehanizmima. Inteligentno komutiranje paketa je stoga samo dodavanje funkcionalnosti komutacije paketa i ostalih potrebnih mehanizama optičkim uređajima (prospojnicima). Protokoli usmjeravanja omogućuju istu funkcionalnost kao i u elektroničkoj domeni (IP), a signalni protokoli zatim uspostavljaju putove (komutacija kanala) ili određuju izlaz paketa (komutacija paketa) na temelju pribavljenih podataka.

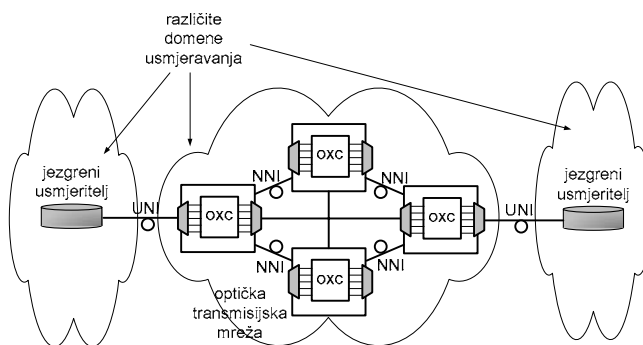
S obzirom na već dobro poznatu funkcionalnost optičke upravljačke ravnine postavlja se pitanje korištenja sličnih upravljačkih ravnina IP, ATM ili Sonet/SDH protokola. Razvoj Interneta najviše je pogodovao razvoju protokola IP upravljačke ravnine tako da će ona vjerojatno poslužiti kao osnova za razvoj optičke upravljačke ravnine.

Uzimanjem IP upravljačke ravnine kao osnove za optičku upravljačku ravninu dovodi do problema izmjene podataka između IP i fotoničkog sloja. Predložena su tri koncepta komunikacija koji predstavljaju dva stupnja konvergencije IP i fotoničkog sloja:

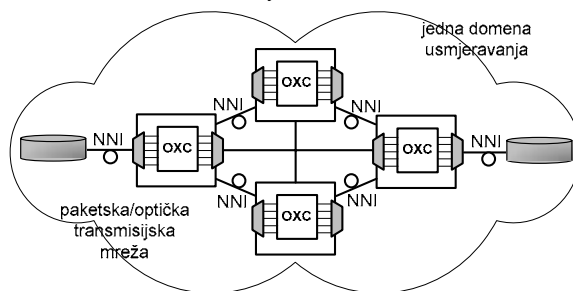
- *overlay model* kod kojeg su detalji transmisijske mreže (topologija, raspoloživi kapaciteti, prospojne mogućnosti i funkcionalnosti čvorova) nepoznati IP-u (Slika 2.4), što rezultira dvjema odvojenim kontrolnim ravninama. Jedna ravnina upravlja transmisijskom mrežom (NNI), a druga sučeljima između mreže i korisnika (UNI). Rubna oprema podržava dinamičku uspostavu valnih putova signalizacijom kroz transmisijsku mrežu ili koristi statički prospojene putove bez znanja o opremi koju koriste. U slučaju OPS/OBS usluge rubna oprema agregira ulazni promet, i koristi

zadani mehanizam za rezervaciju/korištenje jedne ili niza valnih duljina kroz mrežu.

- *peer model* (Slika 2.5) koristi jednu upravljačku ravninu s obzirom na integraciju IP-a i fotoničkog sloja u istim mrežnim uređajima. Na taj način domena upravljačke ravnine uključuje jezgenu (transmisijsku) mrežu i njezine rubove. Za potpunu izravnu povezanost rubnih uređaja (IP usmjeritelja) bila bi potrebna potpuno povezana mreža. Kako je takav zahtjev teško ostvariv koristi se neki mehanizam usmjeravanja (bilo na temelju valnih duljina kod OCS, kontrolnog paketa kod OBS ili oznake paketa kod OPS) koji takvo rješenje čini skalabilnim i za velike mreže. Jedini zahtjev je povezanost IP usmjeritelja i optičkog prospojnika u istom uređaju ili kao dva povezana uređaja. Potreba za izravnim povezivanjem IP usmjeritelja na takav se način uklanja.
- *hybrid model* kombinira *peer* i *overlay* modele tako da neki rubni uređaji koriste istu kontrolnu ravninu kao i transmisijska mreža (*peers*), dok drugi uređaji imaju vlastite upravljačke ravnine, te UNI sučelje prema transmisijskoj mreži.



Slika 2.4 Overlay mrežna arhitektura



Slika 2.5 Peer mrežna arhitektura

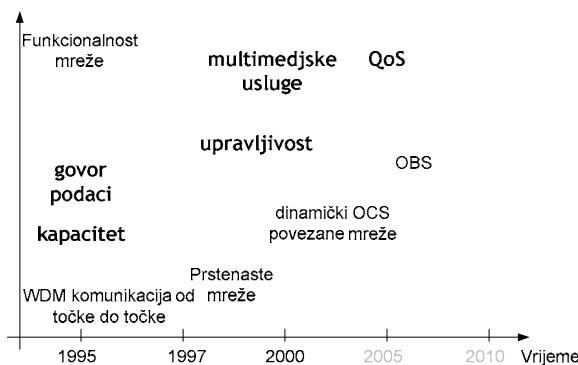
Funkcionalno gledajući *peer model* je proširenje *overlay* modela s obzirom da su potrebne funkcije za *overlay* model podskup onih za *peer model*. To upućuje da bi jedno rješenje upravljačke ravnine moglo poslužiti za ostvarivanje oba modela. Uklanjanjem dijeljenja podataka o topologiji iz *peer* modela i njegovim svodenjem na signalizacijsku funkcionalnost nastaje *overlay* model.

## 2.4 Komutacijski mehanizmi

WDM tehnologija pružila je odgovor na rastuće zahtjeve na području podatkovnih komunikacija. Tri najznačajnija modela prospajanja u optičkoj transmisijskoj mreži su:

- komutacija kanala (*circuit switching*),
- komutacija snopova (*burst switching*) i
- komutacija paketa (*packet switching*).

Slika 2.6 prikazuje razvoj optičke transmisije mreže i dominantne zahtjeve po pojedinim periodima. Kapacitet je bio osnovni zahtjev na optičku mrežu početkom komercijalne uporabe WDM u prvoj polovici 90-tih godina prošlog stoljeća. U to vrijeme govorni promet je još uvijek dominantan, no podatkovni svojim eksponencijalnim porastom polako počinje unositi ideje promjene složaja i ukazuje na probleme Sonet/SDH sloja. Prve mreže bile su jednostavan skup udaljenih čvorova povezanih WDM linkovima. Na putu su korišteni regeneratori i pojačala, no mreža je bila vrlo statična s ljudskom intervencijom kao jedinom mogućnošću rekonfiguracije. Daljnja je evolucija bila usmjerena na varijacije topologije iz slabo povezane mreže nekoliko čvorova (koncentracijskih mjesta), preko prstenaste mreže i pojave *add-drop* multipleksera do jako ili potpuno povezane mreže na velikom geografskom području.



Slika 2.6 Razvoj optičke transmisije mreže

Dominacijom podatkovnog prometa i pojavom ideje dinamičkog posluživanja korisničkih zahtjeva slika statičke transmisije mreže s rekonfiguracijom samo u slučaju kvarova počela se mijenjati prema dinamičkom pružatelju usluga. Sljedeći je korak dakle uvođenje upravljivosti komutacije kanala koja će omogućiti automatsko prospajanje kanala na zahtjev i njegovu rekonfiguraciju u ovisnosti o stanju mreže (zagušenja, kvarovi) te traženoj kvaliteti usluge. Pokretač razvoja je dakle usluga koja traži promjenu optičke mreže i dodavanje novih obilježja. Javljaju se novi mehanizmi komutacije kao optička komutacija snopova i paketa koji idu u smjeru bolje iskoristivosti kapaciteta, podršci dinamičnom i brzo promjenjivom IP prometu te lakšoj upravljivosti.

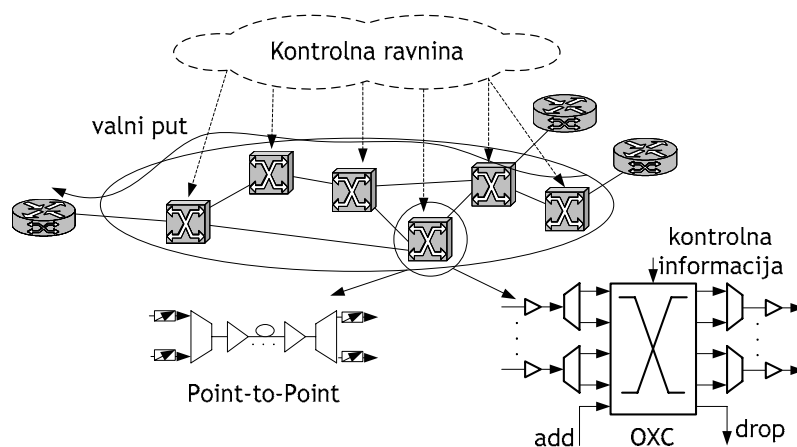
#### 2.4.1 Optička komutacija kanala

Princip optičke komutacije kanala (OCS – *Optical Circuit Switching*) danas je jedini koji se komercijalno i masovno primjenjuje u optičkoj transmisivnoj mreži. Osnovni je cilj efikasan prijenos podataka u optičkom spektru, odnosno maksimalan omjer količine prenesenih podataka i cijene prijenosa.

Postoje različiti načini preslikavanja (*mapping*) podataka u optički spektar. Tradicionalno se električki i optički spektri popunjavaju primjenom vremenskog multipleksiranja (TDM – *Time Division Multiplexing*). Pojavom jednomodnih

vlakana koja pružaju vrlo veliku vrijednost umnoška frekvencijskog pojasa i udaljenosti, vremensko multipleksiranje postalo je neprimjenjivo zbog ograničene brzine elektronike koja služi kao izvor podataka za prijenos (IP sloj). Vremensko multipleksiranje je stoga u optičkoj domeni zamijenjeno valnim multipleksiranjem (WDM – *Wavelength Division Multiplexing*). Valno multipleksiranje predstavlja frekvencijsku podjelu optičkog spektra na kanale. Prilagodba podataka (multipleksiranje podataka iz više izvora) prenesena je iz elektroničke u optičku domenu (optički multiplekseri i demultiplekseri). Osnovni je razlog ovakvog rješenja efikasnije iskorištenje optičkog spektra koje elektronička tehnologija i TDM nisu mogli iskoristiti.

Podaci se kodiraju u niz kanala u temeljnom pojasu što se obavlja u elektroničkoj domeni. Ti se kanali zatim frekvencijski multipleksiraju u jedan u optičkoj domeni. Optički signal koji nosi multipleksirane kanale prenosi se jednim optičkim vlaknom (Slika 2.7).



Slika 2.7 Princip optičke komutacije kanala

Prvobitno su se pojavili kanali između rubnih čvorova optičke mreže, no s povećanjem gustoće čvorova neki kanali su prolazili kroz više čvorova na putu od izvorišta do odredišta. Putovi kojima su kanali prolazili određivali su se ručno (statički) bez mogućnosti automatske rekonfiguracije, odnosno samo uz ručno prospajanje vlakana u čvorovima. Sljedeći korak koji je dao zamaha komutaciji kanala bila je pojava optičkih prospojnika koji su omogućili automatsko prospajanje kanala preko različitih fizičkih putova (mehanizmi zaštite i obnavljanja). Time se proces prospajanja s drugog sloja (Sonet/SDH, ATM) prebacio na fotonički sloj. Opterećenje IP uređaja (usmjeritelja) se smanjilo jer je promet u posredničkim čvorovima mogao biti umjeren bez prelaska iz optičke u elektroničku domenu. Danas još uvijek ne postoje komercijalno dostupni optički prospojnici koji bi uz komutaciju kanala mogli komutirati pakete. Zbog toga se raspravlja o novom području optičke komutacije paketa koje ovisi o razvoju tehnologije.

Optički se kanali prospajaju u optičkim prospojnicima (OXC – *Optical Cross-Connect*). Prospajanje u rudimentarnom pristupu provodi se prebacivanjem optičkog signala u elektroničku domenu. Nakon usmjeravanja na odgovarajući izlaz signal se ponovno prebacuje u optičku domenu. Ovakvi prospojnici se nekad nazivaju i digitalnim širokopojasnim prospojnim sustavima (B-DCS - *broadband digital cross-connect system*). Prospojnici ubrzavaju mrežnu komunikaciju jer mogu prospajati agregirane tokove prometa bez potrebe za analizom na razini paketa, no zato nemaju

mogućnost prospajanja paketa. Opravdanje njihove uporabe u odnosu na komutatore paketa u budućnosti može ležati u njihovoj cijeni (cijena opreme i/ili održavanja) ili gustoći (odnosu funkcionalnosti prema veličini i potrošku energije). U uspoređivanju s rastom Interneta i podatkovnog prometa ovi faktori ipak ne opravdavaju zanemarivanje razvoja i uporabe optičkih prospojnika paketa.

Sveoptički prospojnici koji prospajaju optičke kanale bez pretvorbe u elektroničku domenu zbog svoje jednostavnosti i veće gustoće u odnosu na paketske prospojnike imaju opravdanje u posrednim čvorovima gdje je uporaba inteligencije ograničena, ili za pružanje usluge u kojem je komutacija kanala opravdana (stroga ograničenja na varijacije kašnjenja). Takvi transparentni prospojnici (PXC - *Photonic Crossconnects*) prospajaju optički signal transparentno – bez obzira na brzinu, protokol ili valnu duljinu. To omogućuje razdvajanje tehnologije za optičke mreže s komutacijom kanala od razvoja elektronike i tehnika usmjeravanja. Porastom broja valnih duljina koje se koriste u današnjim širokopoljnim optičkim mrežama postaje zanimljivo prospajanje i skupova kanala s različitim valnim duljinama ili čitavog multipleksiranog signala što transparentne prospojnike čine primamljivim izborom u čvorovima smanjene gustoće u sljedećoj generaciji optičkih mreža.

#### 2.4.2 Optička komutacija snopova

Optička komutacija snopova (OBS – *Optical Burst Switching*) [3][4] još je jedan način implementacije optičke komutacije paketa s ciljem izbjegavanja potencijalnih elektroničkih problema. Snop (*burst*) je osnovna jedinica podataka koja se prenosi, a sastoji se od niza paketa. Snop podataka šalje se nakon što kontrolni paket rezervira potrebne resurse u posrednim čvorovima bez čekanja potvrde iz krajnje odredišne točke (slično procesu uspostave virtualnog kanala u ATM mrežama). OBS u usporedbi s običnom komutacijom paketa postiže veću iskoristivost prijenosnog pojasa uz manje procesiranje jer ne zahtjeva operacije na razini paketa. Moguće je i implementirati određenu kvalitetu usluge podešavanjem vremenskog razmaka između kontrolnog paketa i snopa.

#### 2.4.3 Optička komutacija paketa

Odgovor na problem optimalnog iskorištenja optičkih mrežnih resursa leži u kombinaciji komutacije kanala i komutacije paketa [5][6] u optičkoj domeni. Dva su preduvjeta njihovom suživotu u optičkoj mreži:

1. mogućnost *rekonfiguracije* kanala koji bi pratili fluktuacije agregiranog prometa tijekom dana. Rekonfiguraciju omogućavaju gore spomenuti optički prospojnici.
2. *inteligentno* pakiranje kanala koje je objašnjeno u nastavku.

Postoje dva osnovna elementa mrežne efikasnosti koja se moraju uzeti u razmatranje pri planiranju (inteligentnih) paketskih prospojnika u sljedećoj generaciji optičkih mreža:

1. *efikasnost agregacije ili iskoristivost kapaciteta* – današnji usmjeritelji (IP sloj, elektronika) relativno slabo koriste kapacitet koji nudi mreža. Tipično iskorištenje kreće se u rasponu 5%-50% [7], što komunikacijsku industriju gura na dno liste iskorištenja kapaciteta velikih industrija današnjice. Za ovakvo loše iskorištenje resursa karakteristična je prisutnost lokaliziranih



točaka zagušenja (*hotspots*), jer usmjeritelji danas ne mogu "inteligentno" reagirati na zagušenje. Rješenje je uglavnom jednodimenzionalno – redukcija brzine izlaznog prometa koja se upotpunjuje preusmjeravanjem prometa na zaštitni put koji je u tom trenutku najpovoljniji (najmanje iskorištenje u odnosu na duljinu zaštitnog puta). To dovodi do stanja u kojem su neki dijelovi mreže zagušeni, dok su drugi nedovoljno iskorišteni.

2. *pridjeljivanje resursa prometnim tokovima prema zahtjevima usluge ponuđene korisniku* – današnji usmjeritelji ne mogu adekvatno razlikovati prometne tokove pri dodjeljivanju mrežnih resursa. Bez korištenja tehnologija koje omogućuju dodjeljivanje razine kvalitete usluge prometnim tokovima (*IntServ, DiffServ*) može doći do pohranjivanja ili odbacivanja vremenski visoko osjetljivog paketa, dok se manje osjetljivom paketu (toku) dodjeljuju mrežni resursi. Agregirano tretiranje prometa ne nudi potpuno rješenje, jer dva prometna toka koja zahtijevaju ista obilježja prijenosa mogu biti različito tretirani, tako da jedan dobije iznadprosječan, a drugi ispodprosječan tretman.

Ova dva problema – nedostatak inteligencije pri rješavanju problema zagušenja i nedostatak pojedinačnog tretiranja tokova prometa – predstavljaju najveće prepreke efikasnom korištenju mreže. Privremeno rješenje koje može ublažiti probleme jest u pridjeljivanju i rezervaciji (*provisioning*) kapaciteta. Sljedeća generacija inteligentnih paketskih prospojnika trebala bi sadržavati rješenje problema.

Uloga komutacije kanala i paketa leži u efikasnom iskorištenju mrežnih resursa. Teorijski, cijeli se prijenosni spektar može promatrati kao jedan podatkovni kanal, no iz tehnoloških razloga jednostavnije je spektar podijeliti na niz optičkih kanala od kojih svaki prenosi tok paketa. Tim se tokom upravlja u elektroničkoj domeni. Ovakva podjela ima utjecaja na arhitekturu mreže, jer su komutacija paketa i kanala, odnosno slojevi koji ih podržavaju, komplementarni. Kanali pružaju veliki kapacitet s (ograničenom) mogućnošću rekonfiguracije, dok komutacija paketa omogućuje prospajanje na paketskoj razini, odnosno inteligentno upravljanje uslugama za krajnjeg korisnika. S razvojem tehnologije ova će se dva koncepta približavati i konačno konvergirati iz čega proizlazi novi koncept optičke paketske mreže.

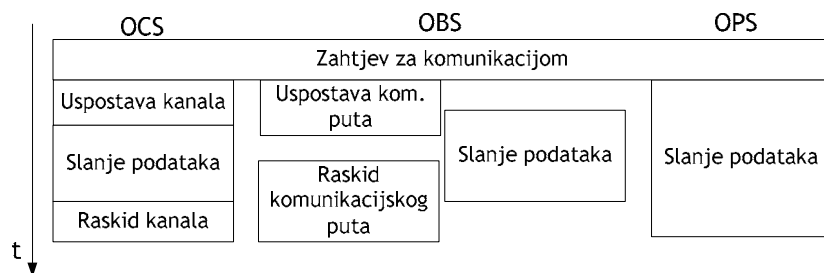
Pojam "optičke komutacije" (danas) ne znači da se cjelokupni proces komutacije paketa odvija u optičkoj domeni. U proteklom razdoblju uloženi su veliki naponi u proučavanje fizikalnih mehanizama koji bi omogućili komutaciju paketa u potpunosti u optičkoj domeni, no za sada su ostali na razni akademskih razrada ili laboratorijske uporabe. Razvoj takvih tehnologija koji bi doveo do njihove komercijalizacije utjecao bi na građu optičkih prospojnika koji bi uz komutaciju kanala mogli komutirati pakete u optičkoj domeni, što bi približilo koncepte komutacije kanala i komutacije paketa.

Da bi optička komutacija paketa postala zamjenom elektroničkoj mora se riješiti niz problema od kojih su najznačajniji:

- brzo prospajanje kanala (komutacija paketa može se promatrati kao komutacija kanala u vremenskim periodima koji odgovaraju trajanju paketa) bez gubitaka bitova,
- čitanje zaglavlja paketa bez usporavanja koje bi nametnula optičko-elektronička pretvorba. Ukoliko je takva pretvorba potrebna gubi se prednost komutacije paketa u optičkoj domeni,

- optička memorija ili sustavi za kašnjenje moraju biti razvijeni da bi omogućili mehanizme poput kontrole zagušenja.

Slika 2.8 prikazuje vremenski okvir komutacijskih mehanizama. Vidljivo je da OCS i OBS zahtijevaju predradnje slanju podataka koje rezerviraju kanal (OCS) ili osiguravaju slobodan komunikacijski put (OBS). Isto tako, kod ovih komutacijskih mehanizama uspostavljeni kanal, odnosno rezervirani put potrebno je nakon slanja podatka raskinuti. Potrebno je naglasiti da i kod OPS dolazi do procesiranja kontrolne informacije pri čemu je potrebno zakasniti podatke no to je zakašnjenje jednako za sve pakete i može se promatrati kao zakašnjenje cjelokupno slanje podatka za vremenski iznos koji je zanemariv u odnosu na vremena rezervacije i raskidanja OCS i OBS.



Slika 2.8 Vremenski okvir pojedinih komutacijskih mehanizama

Tabela 2.2 uspoređuje najvažnija obilježja komutacijskih mehanizama.

Tabela 2.2 Usporedba obilježja komutacijskih mehanizama

	Zrnatost	Vrijeme prospajanja	Iskoristivost mreže	Složenost
OCS	grubo (valna duljina)	ms	niska	niska
OBS	srednje (snop)	$\mu$ s	srednja	srednja
OPS	fina (paket)	ns	visoka	visoka

	Signalizacija		
	Vrijeme	Odnos kontrolne i podatkovne informacije	Signalizacija u podatkovnom kanalu
OCS	veliko	mali	ne
OBS	srednje	mali	ne
OPS	malo	veliki	da

#### 2.4.4 Daljnji razvoj

Tabela 2.3 [2] daje predviđanja razvoja MAN i WAN tehnologija u narednih nekoliko godina. Glavni trendovi obuhvaćaju smanjivanje razlika između MAN i WAN mreža i konačno brisanje granica, povećanje ukupne udaljenosti prijenosa i kapaciteta po kanalu. Od komponenti se očekuje malo vrijeme ugađanja i velika skalabilnost prostornih proslojnika.

Tabela 2.3 Predviđanje razvoja MAN i WAN tehnologija

	MAN	WAN
<b>Mreža</b> Arhitektura mreže Arhitektura čvora Prijenos	Povezana topologija, 1:N zaštita, vremena prospajanja < 1μs OCS+OPS Ujedinjavanje MAN/WAN Prijenos: DWDM, ETDM/OTDM, DWDM + ETDM/OTDM Udaljenost: 100 - 200 km Kapacitet kanala: 10 - 640 Gbit/s Broj valnih duljina: 10 - 1000 Kapacitet vlakna: do 40 Tbit/s Add/drop kapacitet: do 10 Tbit/s	Udaljenost: 5000 km bez regeneracije Prijenos: WDM+OTDM Kapacitet kanala: 40-160 Gbit/s Broj valnih duljina 200-500 Kapacitet vlakna: do 20 Tbit/s OCS+OBS+OPS
<b>Kontrola</b>	Do funkcionalnosti OSI sloja 3 QoS+SLA za privatne i poslovne aplikacije Brzo prospajanje valnih putova	(G)MPLS [8][9][10]
<b>Komponente</b>	Ugodivi predajnici/prijemnici (ms i ns ugađanje) brzina do 640 Gbit/s Pretvornici valnih duljina Širokopolasna pojačala (<200 nm) DWDM mux/demux Prostorni prospojnici do 1000x1000 (vrijeme prospajanja ms i ns) Optički spremnici Optičko procesiranje signala	Prospojne matrice do 5000x5000 Širokopolasna pojačala (<300 nm) Širokopolasni pretvornici valnih duljina Sveoptički regeneratori Valovodne strukture Spremnici velikog kapaciteta (100 PB)

# 3 Obilježja optičke komutacije paketa

## 3.1 Motivacija

Svaki od razmatrana tri načina komutacije nudi različite mogućnosti kvalitete usluge i iskoristivosti mreže. Komutacija kanala pogodna je za usluge u stvarnom vremenu (*real-time services*) koje zahtijevaju malu varijaciju kašnjenja i stalan kapacitet, ali nude slabu iskoristivost mreže zbog slabe fleksibilnosti prilagodbe kapaciteta prometu kojem je kanal namijenjen. S druge se strane nalazi komutacija paketa koja nudi bolje iskorištenje kapaciteta, ali nasljeđuje probleme koncepta prisutnog na IP sloju.

Komutacija snopova i paketa predstavljaju velike probleme za današnju tehnologiju jer zahtijevaju optičke memorije i 3R regeneraciju u optičkoj domeni. Razlog njihovog uvođenja je neprikladnost komutacije kanala, inherentno vezane uz govorne komunikacije, za prijenos IP datagrama.

Jedna je od tendencija u suvremenom prijenosu podataka u smanjivanju zaglavlja zbog povećanja propusnosti. Smanjivanje zaglavlja može se postići smanjivanjem protokolnog složaja. Konačan cilj je uklanjanje protokola 2 sloja (ATM, Sonet/SDH) i implementacija njihove funkcionalnosti (primarno kvalitete usluge i mehanizama zaštite i obnavljanja) u IP-u ili fotoničkom sloju. To dovodi do *IP over WDM* paradigme i još čvršće veze IP i fotoničkog sloja. Zbog tih razloga komutacija kanala postaje još neprikladnija za prijenos IP datagrama.

Komutacija paketa unosi finiju vremensku zrnatost prijenosa u odnosu na komutaciju snopova i kanala. Sva se tri mehanizma mogu promatrati na isti način, no u različitim vremenskim mjerilima. Komutacija kanala predstavlja vremenski stalan komunikacijski kanal koja se mijenja samo u slučaju kvarova ili uslijed promijene prometnih zahtjeva.

Komutacija paketa se može promatrati na isti način, no komunikacijski kanal postoji samo lokalno (na mjestima gdje se nalazi paket i odgovara stanju prospojnika) za vrijeme trajanja prijenosa paketa.

Komutacija snopova se nalazi između komutacije kanala i paketa s obzirom da kanal postoji s kraja na kraj, ali samo za vrijeme prijenosa snopa.

Komutacija paketa zbog finije vremenske zrnatosti omogućuje bolje korištenje prijenosnog medija. Kod komutacije kanala moraju se naime agregirati ulazni tokovi paketa što zbog samosličnosti prometa [11][12][13] dovodi do velikih promjena u iskorištenju prospojenog kanala stalnog kapaciteta. Optička komutacija paketa uklanja taj problem jer ne postoji potreba za prijenosom paketskog prometa kanalom, već prometom koji se isto tako paketiziran.

## 3.2 Osnovni problemi

Osnovni problemi optičkog prospajanja signala su optičko pohranjivanje podataka (*optical buffering*) i razrješavanje sukoba (*contention resolution*). Oba su problema posljedica tehnološki neriješenih pitanja optičke memorije.

Problem procesiranja signala proizlazi iz potrebe za velikim brzinama prospajanja. Upravljanje mrežom i usmjeravanje obavlja se u električkoj domeni, te se podaci o usmjeravanju moraju pretvoriti iz optičkog u prikladan električki oblik. Ovaj problem je unutar KEOPS projekta (3.4.2) riješen prijenosom podataka i zaglavlja različitim brzinama. Zaglavlje se prenosi relativno malim brzinama što omogućuje njegovo čitanje u električnoj domeni. Podaci se šalju većom brzinom da bi se iskoristile prednosti prijenosnog medija. Brzina prijenosa pritom može biti povećana prijenosom više podataka u jednom vremenskom odsječku. Zaglavlje i podaci vremenski su odmaknuti u KEOPS projektu zaštitnim vremenom (*guard time*). Kod komutacije snopova zaglavlje se šalje prije podataka da bi se prospojna oprema na putu do odredišta postavila u željeno stanje. Ideja kod svih mehanizama je ista – poslati zaglavlje dovoljno sporo ili s dovoljno velikim vremenskim odmakom da bi se prospojna oprema postavila u željeno stanje prije dolaska podataka. Željena propusnost postiže se prijenosom željene količine podataka u jednom vremenskom odsječku, odnosno povećavanjem brzine prijenosa podataka.

Sinkronizacija je potrebna samo u sinkronim mrežama gdje je vrijeme podijeljeno u odsječke (*slots*). Većina do sada predloženih optičkih prospojnika su sinkroni prospojnici sa stalnom duljinom paketa (pretpostavka sinkrone mreže). U tom slučaju je upravljanje prospojnikom jednostavnije čime se pojednostavljaju ključni problemi memoriranja i usmjeravanja. Nedostatak je u potrebi pažljive sinkronizacije koja se uglavnom implementira linijama za kašnjenje.

Unutar KEOPS projekta implementiran je i korišten 3R regenerator. Uporabu takvih regeneratorsa u stvarnim mrežama ograničava njihova cijena, za koju se očekuje da će se s vremenom smanjivati.

IP protokol kao danas dominantan Internet protokol, te samosličnost prometa neki su od glavnih razloga uvođenja optičke komutacije kanala i razmatranja paradigme „IP preko WDM“ (*IP over WDM*). Problemi proizlaze iz prijenosa IP datagrama optičkim paketima, jer je danas najraširenije rješenje optičke komutacije kanala sinkrona mreža sa stalnom duljinom paketa, a priroda IP datagrama je u različitosti duljina i ulančavanju/fragmentaciji. S obzirom na relativno veliko zaglavlje IP datagrama konkatenacija više podataka povećava propusnost mreže. Mreže s komutacijom snopova uglavnom su asinkrone i koriste snopove promjenjive duljine što ih čini prikladnijima za prijenos IP prometa.

Drugi pristup su asinkrone mreže s promjenjivim duljinom paketa. Propusnost u takvim mrežama je veća nego u sinkronim mrežama, no tehnologija je još uvijek nezrela za kontrolu takvih prospojnika.

U daljnjem tekstu detaljnije su objašnjeni sljedeći problemi:

- sinkronizacija,
- razrješavanje sukoba (*contention resolution*),
- modeli prospajanja,
- pohranjivanje paketa, te
- format paketa i zaglavlja.

### **3.3 Komponente mreže s optičkom komutacijom paketa**

Problematika optičke komutacije paketa ponajviše je vezana uz neriješena tehnološka pitanja izgradnje optičkih komponenata. Ta pitanja uključuju realizaciju optičke

memorije, skalabilnih i brzo podešavajućih prospojnih matrica te optičkih izvora sposobnih podržati usnopljeni promet.

Tabela 3.1 prikazuje tražena obilježja komponenti MAN i WAN mreža (izvor *IST-Optimist* projekt [2]). U nastavku se detaljnije obrađuju laseri, pretvornici valnih duljina, regeneratori optičkog signala i prospojnici kao temeljne komponente optičke komutacije paketa.

Tabela 3.1 Tražena obilježja komponenti MAN i WAN mreža

	MAN	WAN
Predajnik	širokopojasni ( $\leq 300$ nm) visoka spektralna efikasnost brzo ugađanje ( $< 1 \mu\text{s}$ ) jeftini 40 – 160 Gbit/s po kanalu TDM na više brzine prijena	ITU-grid brzo ugađanje ( $\mu\text{s} \rightarrow \text{ns}$ ) kontrola cvrkutanja prijenos velikog broj kanala ( $< 200$ ) jednim laserom
Vlakno	ravna krivulja gubitaka upravljanje disperzijom niska nelinearnost (visoka snaga 100-1000 kanala)	nadzor i kompenzacija disperzije višeg reda mala disperzija polarizacijskih modova kroz dizajn vlakna i aktivne komponente mala nelinearnost preko širokog područja
Regenerator	2R regeneracija ( <i>retiming</i> preskup) širokopojasna pojačala (200-300 nm) jeftina pojačala	puna 3R pojačanje skupa valnih duljina (200-300 nm, Raman/EDFA) velika kaskadabilnost
Prospojnik	OBS visoka propusnost niska cijena prospajanje/pretvorba skupa valnih duljina velika brzina obrade signala	OCS relativno mala brzina rekonfiguracije transparentnost MPLS kompatibilnost pretvorba valnih duljina
Prijemnik	niska cijena ugodljivost brzina prijena do 40 Gbit/s	evolucija od elektroničke prema sveoptičkoj sinkronizaciji efikasno demultipleksiranje u vremenskoj i frekvencijskoj domeni velika integracija i kompaktnost

### 3.3.1 Ugodivi laseri

Jedna od najvažnijih komponenata ugodivih predajnika je ugodivi laser. Od lasera se u MAN i WAN mrežama očekuju visoka izlazna snaga (nekoliko mW), široko područje ugađanja (*C* i *L* pojasevi), velika brzina ugađanja (nekoliko ns), izravna ili integrirana modulaciju na velikim brzinama ( $\geq 2.5$  Gbit/s), velika pouzdanost, točnost, te stabilnost.

Danas se na području ugodivih lasera u 1550 nm području u WDM komunikacijama javlja 7 tehnologija [20] - *Distributed Feedback Laser* (DFB), *Distributed Bragg Reflector* (DBR), *Sampled Grating-DBR* (SG-DBR), *Super Structure Grating DBR* (SSG-DBR), *Co-direction Coupler Sampled Grating Reflector* (GCSR), *External Cavity Diode Laser* (ECL), te *Vertical-Cavity Surface-Emitting Laser* (VCSEL).

Valna se duljina takvih lasera može mijenjati mehanički, promjenom temperature ili optoelektrički. Laseri se mogu podijeliti u dvije skupine:

- laseri s rubnim emitiranjem (*edge emitting*),

- laseri s površinskim emitiranjem (*surface emitting*).

Svi laseri imaju rubno emitiranje osim DFB lasera [21].

Tabela 3.2 prikazuje obilježja navedenih tipova lasera, dok Tabela 3.3 daje pregled komercijalno najzastupljenijih lasera.

Tabela 3.2 Pregled obilježja tipova lasera

Tip lasera	Brzina ugađanja	Raspon ugađanja	Izlazna snaga	Metoda ugađanja
DBR [21]	-	< 10 nm	~ 30 mW	električka
SG-DBR [22]	< 10 ms	44 nm	~ 30 mW	električka
SSG-DBR [23]	500 ns	20 nm	~ 30 mW	električka
GCSR [23]	> 100 ns	44 nm	-5 dBm	električka
ECL [21]	>> 10 ms	> 40 nm	-	mehanička
VCSEL [21]	-	28 – 32 nm	<< 1mW	mehanička
DFB [21]	-	< 5 nm	-	temperaturna

Tabela 3.3 Komercijalno najzastupljeniji laseri

Proizvođač	Tehnologija	Brzina ugađanja	Raspon ugađanja	Izlazna snaga	Metoda ugađanja
ADC/Altitun [21]	GCSR	< 10 ns	30 nm	< 19 mW	električka
Intune INT1100 [24]	SG-DBR	< 1 $\mu$ s	50 nm	10 mW	električka
Agility [25]	SGDBR	< 10 ms	C-pojas	~ 30 mW	električka
Iolon [26]	ECL	25 ms	35 nm	10 mW	mehanička
Nortel [21]	VCSEL	10 ms	32 nm (C ili L pojas)	10-20 mW	mehanička
Alcatel 1935 TLS [26]	DBR	100 ms	12 nm	20 mW	temperaturna

Iz prethodnih je tablica je vidljivo da su jedino elektronički ugodivi laseri pogodni za optičku komutaciju kanala zbog ograničenja brzine mehaničkog i temperaturnog ugađanja (vrijeme ugađanja 10 ms). Najbrži trenutno ugodivi laser je ADC/Altitun GCSR laser s vremenima ugađanja ispod 10 ns koja su postignuta ograničavanjem područja ugađanja, smanjenjem izlazne snage i složenošću izrade.

U različitim projektima na području optičke komutacije paketa korišteni su različiti laseri. Tijekom WASPNET projekta [19] korišten je DFB laser da bi se postigla sveoptička promjena valnih duljina. Integrirani uređaj (*Nortel Technology*) sastoji se od optičkog pojačala snage (poluvodičko) s DFB laserom. Izlazna je snaga temperaturno ugodiva ( $\sim 0.1 \text{ nm}/^\circ\text{C}$ ), no brzina ugađanja je niska. Pokazano je, međutim, da uređaji koji koriste DFB laser s više dijelova imaju brzine ugađanja oko 6 nm.

HORNET (*Hybrid Opto-electronic Ring Network*) projekt [27] koristi GCSR laser s područjem ugađanja od  $\sim 30 \text{ nm}$  u C pojasu. Struja ugađanja je  $< 10 \text{ mA}$ , a najveća brzina ugađanja 15 ns.

Ugodivi predajnik u SONATA projektu [28] koristi laser ugodiv strujom (SG-DBR ili GCSR) s izlaznom snagom tipično višom od -7 dBm, širinom ugađanja od 6 nm s koracima od 0.4 nm i vremenom ugađanja kraćim od 1  $\mu$ s.

Brzi ugodivi laseri jedna su od ključnih komponenata u optičkoj komutaciji paketa koje omogućuju veću znatost prijenosnog pojasa (u usporedbi s komutacijom kanala), statističko multipleksiranje i napredno upravljanje prometom.

### 3.3.2 Pretvornici valnih duljina

Pretvornik valnih duljina jedna je od komponenti koja bi mogla utjecati na stupanj prodora optičke komutacije paketa u transmisijsku mrežu i jednostavnost njezine implementacije. Pod pojmom pretvornika misli se na sveoptičku komponentu koja u optičkoj domeni pretvara valnu duljinu ulaznog signala na neku izlaznu valnu duljinu. Uz pretvornike valnih duljina javljaju se i transponderi koji ulazni optički signal pretvaraju u električku domenu, te ga prilagođuju (format, snaga) na oblik pogodan prijenosu optičkom mrežom s valnim multipleksiranjem. Električki signal se ponovno pretvara u optičku domenu na prikladnoj DWDM valnoj duljini. Ovakvi su uređaji na rubovima optičke transmisijske mreže i predstavljaju njezino sučelje prema ulazima/izlazima linijskih kartica klijentske opreme (IP usmjeritelji).

Pretvorba valnih duljina jedan je od načina rješavanja sukoba optičkih paketa, a fleksibilnost koja nastaje uvođenjem pretvorbe u čvorove optičke mreže bitno pojednostavljuje dizajn mreže (eliminira se problem statičkog usmjeravanja i dodjele valnih duljina), te se postiže veće iskorištenje mrežnih komponenata kao i veće mogućnosti preusmjeravanja prilikom kvarova [29]. Pretvornici su, s druge strane, skupe komponente čiji stupanj tehnološke zrelosti utječe na pouzdanost mreže i mogućnost 3R regeneracije signala.

Osnovni zahtjevi na pretvornike valnih duljina su visoke brzine rada, kaskadiranje, mali broj potrebnih komponenti, mali potrošak energije, te niska cijena.

Danas su sveoptički pretvornici imperativ zbog sve većih brzina prijenosa i pouzdanosti koja je kod optoelektričkih uređaja upitna. Provode se brojna istraživanja na području nelinearnosti medija kao što su *optical fiber interferometric gates*, te *non-linear loop mirrors* [30]. Spomenute tehnologije puno obećavaju na području regeneracije i oblikovanja signala, no zahtijevaju velike vršne snage optičkih signala da bi se potaknuli potrebni nelinearni efekti, te je stoga njihova primjena ograničena na uske optičke impulse.

Kod sustava s NRZ (*Non-Return to Zero*) kodovima kao nelinearni element koristi se laserska dioda. Kao primjer može se navesti primjena DBR (*Distributed Bragg Reflector*) lasera, te ugodivih laserskih dioda na brzinama do 10 Gbit/s. Ovakvi uređaji imaju prednost nad ostalim rješenjima jer su implementirani na jednom integriranom krugu, no najčešće zahtijevaju velike optičke snage ili su ograničene brzine.

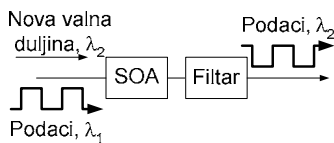
Posljednjih su se godina ipak izdvojili fizikalni mehanizmi koji se najčešće primjenjuju pri pretvorbi valnih duljina. Uglavnom se primjenjuje modulacija snage ili indeksa loma (*refractive index*) u SOA. Demonstrirane su pretvorbe valnih duljina neovisne o polarizaciji na brzinama 10 i 20 Gbit/s korištenjem polarizacijski neosjetljivih aktivnih područja SOA. Tri su osnovna fizikalna procesa koji se koriste u SOA: *cross-gain* modulacija (XGM – *Cross-Gain Modulation*), međufazna modulacija (XPM – *Cross-Phase Modulation*), te miješanje 4 vala (FWM – *Four Wave Mixing*).

#### **Cross-Gain modulacija**

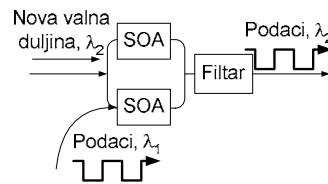
*Cross-Gain* modulacija (XGM, Slika 3.1) koristi interakciju dva optička signala preko populacije nosioca. Pojačanje SOA dolazi u zasićenje kako se snaga optičkog signala povećava. Na taj je način moguće modulirati pojačanje pojačala ulaznim signalom, te pojačalom modulirani izlaz prebaciti na novu valnu duljinu. Pri tome dolazi do



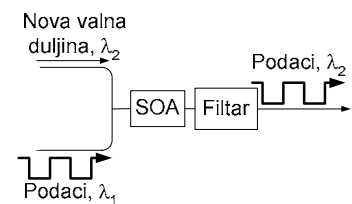
invertiranja čitavog signala. Signal kontinuirane snage dovodi se kao ulaz SOA. Signal koji nosi podatke na valnoj duljini  $\lambda_1$  iscrpljuje nositelj i uzrokuje promjene u indeksu loma. Na taj se način mijenja pojačanje SOA. Drugi signal valne duljine  $\lambda_1$  vidi modulirano pojačanje i indeks loma, što dovodi do promjene amplitude i faze drugog signala prema ulaznom signalu. Jedno je od glavnih nedostataka ovog rješenja u pogoršanju odnosa signal-šum zbog šuma spontane emisije koji se kreće 7-8 dB za SOA, no uglavnom poprima i veće iznose kada se SOA koristi za promjenu valnih duljina. Kvaliteta se signala dodatno pogoršava distorzijama amplitude i cvrkutanjem uzrokovanim modulacijom nosioca. Prednost ove metode je u vrlo brzom pretvorbi signala demonstriranoj na brzinama od 100 Gbit/s. Ovaj je oblik pretvorbe jedan od najjednostavnijih sveoptičkih mehanizama danas u primjeni.



Slika 3.1 Cross-Gain modulacija



Slika 3.2 Međufazna modulacija



Slika 3.3 Miješanje 4 vala

### Međufazna modulacija

Međufazna modulacija (Slika 3.2) koristi promjenu indeksa loma uzrokovanu optičkim signalom. Optički se signali koji prolaze kroz SOA fazno moduliraju što je uzrokovano modulacijom snage. Ovakav se efekt međufazne modulacije može iskoristiti kod interferometrijskih uređaja kao što je Mach-Zehnderov interferometar (MZI) da bi se postigla pretvorba valnih duljina. Poluvodička optička pojačala uključena su u jedan ili oba kraka, a električna se struja dovodi do oba pojačala. Ulazni optički signal prolazi kroz jedan krak i modulira fazu u tom kraku. Interferometrijska priroda uređaja pretvara faznu u amplitudnu modulaciju signala na novoj valnoj duljini. Interferometar može djelovati u neinvertirajućem načinu rada gdje povećanje snage signala dovodi do povećanja snage izlaznog signala, te u invertirajućem načinu rada gdje povećanje snage ulaznog signala smanjuje snagu izlaznog signala. U usporedbi s XGM načinom ovo rješenje značajno povećava snagu signala u pogledu cvrkutanja i faktor/koeficijent potiskivanja (*extinction ratio*). Da bi se postigla visoka radna stabilnost i kompaktnost MZI se obično integrira sa SOA koji se koristi da bi se dobila pretvorba valnih duljina.

Interferometrijska XPM može raditi na visokim brzinama. Demonstrirane su pretvorbe pri brzinama 100 i 168 Gbit/s.

### Miješanje 4 vala

Miješanje 4 vala (FWM, Slika 3.3) koristi se za pretvorbu valnih duljina korištenjem nelinearnosti u SOA. FWM nastaje iz nelinearnog odgovora medija u slučajevima kada je u njemu prisutno više od jednog vala. Rezultat efekta FWM je stvaranje signala čiji je intenzitet proporcionalan umnošku intenziteta ulaznih signala, a njegova su faza i frekvencija linearne kombinacije faza i frekvencija ulaznih signala. FWM je jedini način pretvorbe koji je u potpunosti optički transparentan jer zadržava podatke o fazi i amplitudi, te zadržava format signala. Ovo je također jedini način gdje se može istovremeno pretvarati više ulaznih u više izlaznih valnih duljina.

Postignuta je pretvorba pri 100 Gbit/s u rasponu valnih duljina od 3.2 nm. Smanjenjem brzine povećava se raspon valnih duljina koje se mogu pretvarati (npr. 80 nm pri 2.5 Gbit/s, te 24.6 nm pri 10 Gbit/s).

Prikladno je razviti integrirana rješenja koja sadržavaju i optičke izvore i optička pojačala da bi se smanjio trošak i složenost rješenja. U [31] se spominje jedno takvo rješenje koje integrira DFB laser sa SOA. Pretvorba valnih duljina temelji se na kombinaciji XGM u cijelom uređaju i XPM unutar područja koje sadrži rešetku. Podatkovni signal valne duljine  $\lambda_1$  ulazi na strani lasera u DFB/SOA rješenju. DFB emitira drugu valnu duljinu  $\lambda_2$ . Nastupa modulacija pojačanja i faze unutar lasera, koji se ponaša kao pojačalo signala valne duljine  $\lambda_1$ , te pojačala koje prenosi ulazni signal na DFB valnu duljinu  $\lambda_2$ . Prisutnost logičke jedinice iscrpljuje nosioce i smanjuje pojačanje DFB lasera, što dovodi do pojave logičke 0 na valnoj duljini  $\lambda_1$  na izlazu. Izlazni je signal dakle invertiran. Na kraju se izolira izlazni signal na valnoj duljini  $\lambda_1$  korištenjem pojasno propusnog filtera.

### 3.3.3 Regeneracija optičkog signala

Potpuna regeneracija optičkog signala u optičkoj domeni danas još nema široku komercijalnu primjenu. Uglavnom se koriste 2R regeneratori (oblikovanje i pojačanje signala), premda DFB/SOA uređaji imaju mogućnost 3R regeneracije. Dodavanje resinkronizacije takta oblikovanju i pojačanju signala koji su inherentne funkcije DFB/SOA uređajima postiže se dodavanjem ekstraktora takta i modulacijskih tehnika. Takvo rješenje ipak nije široko primjenjivo, te se očekuje da će u metropolitanskim mrežama prevladavati 2R rješenja.

### 3.3.4 Optički prospojnici

#### *Usmjeravanje i ugodivi pretvornici valnih duljina*

U prethodnom dijelu naznačeni su dobri rezultati u pretvorbi valnih duljina i regeneraciji signala koji se mogu postići primjenom integriranih DFB/SOA rješenja. Moguće je konstruirati i sveoptičke prostorne prospojnike na principu usmjeravanja valnih duljina. Oni se mogu temeljiti na kombinaciji kompaktnih valno ugodivih regeneratora s pasivnim komponentama za usmjeravanje valnih duljina kao AWG (*Arrayed Wavelength Guide*). Ugodivi pretvornici valnih duljina služe za pretvorbu ulaznog signala na valnu duljinu određenu podacima u zaglavlju. Izbor izlazne valne duljine određuje i izlaz iz usmjeritelja valnih duljina. Signal se dodatno regenerira prolaskom kroz ugodive pretvornike valnih duljina.

Ugodiva se pretvorba valnih duljina i regeneracija signala velikih brzina može postići korištenjem valno ugodivih poluvodičkih lasera. Navedeni se problem može riješiti korištenjem poluvodičkih lasera s više dijelova u kojem se izlazna valna duljina određuje prednjom i stražnjom Braggovom rešetkom koje reflektiraju valne duljine ovisno o struji napajanja.

Kombiniranjem uređaja s ugodivom pretvorbom valnih duljina i pasivnog valno osjetljivog filtra (npr. AWG) moguće je postići regenerativnu funkciju s usmjeravanjem valnih duljina. Postavljanjem takvog uređaja na ulaz pasivnog usmjeritelja signal se s bilo kojeg ulaza može usmjeriti na bilo koji izlaz pretvaranjem na odgovarajuću valnu duljinu.

### ***MEMS optički prospojnici***

Problemi konvencionalnih mehaničkih prospojnika su veličina, masa i dugo vrijeme prospajanja. Mikro-elektronički-mehanički sustavi (MEMS - *Micro-Electro-Mechanical-Systems*) nude visoko kvalitetna rješenja s velikim brojem portova. MEMS uređaji građeni su na sličan način kao silicijski integrirani sklopovi. Različiti slojevi materijala polažu se i oblikuju, pri čemu nastaju složene višeslojne trodimenzionalne strukture. Pri kraju proizvodnog postupka uklanjaju se dijelovi nataloženog materija stvarajući pomične dijelove. Većina MEMS prospojnika koristi pomična torziona zrcala za preusmjeravanje propagacije svjetla čime se ostvaruje prospajanje. Obilježja su im niski gubici, malo preslušavanje, male dimenzije i niska cijena proizvodnje.

### ***Prostorne komutacijske matrice***

Prostorne komutacijske matrice neke su od najčešćih komponenata fotoničkih prospojnika. Razvijen je niz rješenja (LiNbO<sub>3</sub>, InGaAsP/InP zasnovani SOA prostorni prospojnici, te silikon-silica zasnovani prostorni prospojnici). Ovi prospojnici moraju imati brzine prospajanja u rasponu od nekoliko ns, malu razinu preslušavanja i male gubitke snage. Općenito vrijeme prospajanja mora biti manje od 10% vremena paketa da bi se postigla dovoljno visoka iskoristivost. Drugi važan zahtjev je monolitno integriranje prospojnika da bi se smanjila cijena i povećao kapacitet. Iz ovih su razloga prospojnici temeljeni na poluvodičkim pojačalima (SOA) najzanimljiviji na području paketskog prospajanja i pohranjivanja.

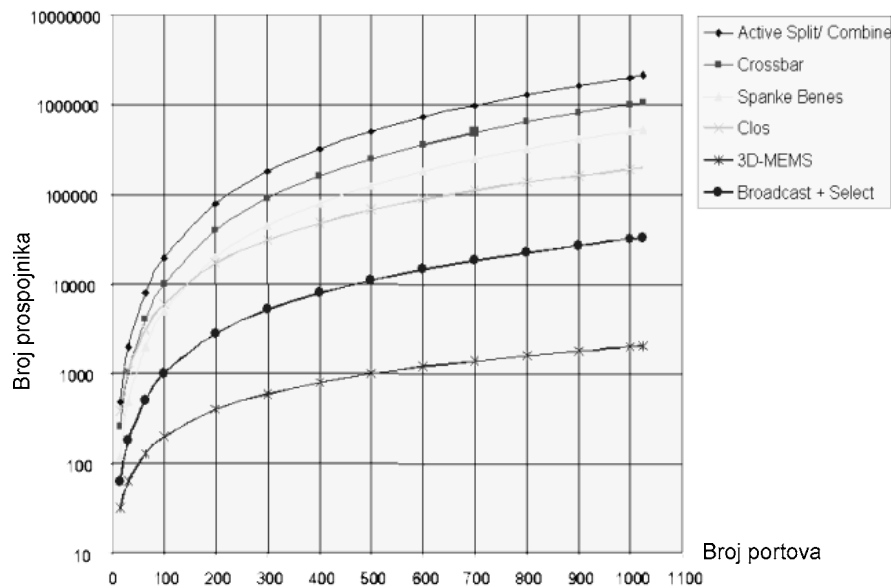
Prospajanje kroz  $N \times N$  komutacijsku matricu ostvaruje se postavljanjem stanja osnovnih  $1 \times 2$  i  $2 \times 2$  optičkih prospojnika. Matrice koje koriste  $1 \times 2$  prospojne elemente pokazuju dobra SNR svojstva. Brzine ovakvih prospojnika obično su niske (brzine ispod 100ns su rijetke), a njihova veličina je vrlo ograničena (tipično  $4 \times 4$  i  $1 \times 8$ ).

$16 \times 16$  prospojnik s vremenom prospajanja u mikrosekundnom području opisan je u [32]. Ostvaren je elektrooptičkom tehnikom primjenom spoja litij-niobat, a brzina komutacije ograničena mu je kontrolnom elektronikom. Osnovni  $1 \times 2$  prospojnici imaju brzine prospajanja ispod 5 ns. Komutacijska matrica je složena jer sadrži 480 osnovnih komutatora i 128 kontrolnih napona ( $\pm 45$  V). Uporaba ovakvog rješenja stoga je ograničena zbog visokog kontrolnog napona te velikog prigušenja (16.1 dB).

Najveće i najbrže rješenje opisano je u [33]. prospojnik je dimenzija  $64 \times 64$  i temelji se na *free-space* optici i PHASAR (*phased array waveguides*). Ukupni gubici iznose 15 dB, a preslušavanje jednog ulaza u odnosu na sve ostale ulaze iznosi -19.5 dB.

### ***Daljnji razvoj***

U narednim godinama očekuje se porast broja čvorova s optičkim prospojnicima te povećanje njihovih dimenzija. Slika 3.4 prikazuje ta povećanja prema tipovima prospojnika (izvor *IST-Optimist* projekt).



Slika 3.4 Povećanje broja prospojnika i njihovih dimenzija

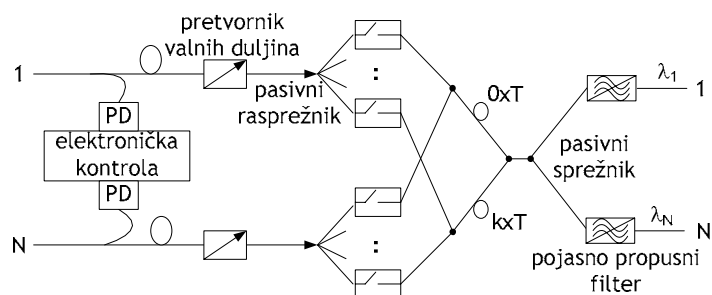
### 3.4 Implementacije optičke komutacije paketa

#### 3.4.1 ATMOS

ATMOS (ATM *Optical Switching*) [14] projekt odvijao se u drugom dijelu RACE (*Research and Technology Development in Advanced Telecommunications in Europe*) programa. Bio je usmjeren na istraživanje mogućih fotoničkih tehnologija za ATM sustave komutacije velike brzine. Projekt je uključivao partnere iz područja telekomunikacijske industrije i znanosti. Cilj je bila izgradnja i ispitivanje novih komutatora i sustava komutacije. Unutar optičkih komutatora korištene su elektroničke i optičke komponente. Istraživanje je uključivalo i optimizaciju ključnih optičkih komponenti (prostorni prospojnici i usmjeravanje valnih duljina te linije za kašnjenje). Performanse optičkih komutatora teorijski su razmatrane. Demonstriran je rad optičkog ATM komutatora (4×4 pri 2.5 Gbit/s i linijama za kašnjenje), te je bilo izgrađeno nekoliko komponenata uključujući ugodive filtre [15].

Slika 3.5 prikazuje arhitekturu paketskog komutatora iz RACE ATMOS projekta. Komutator nije sve-optički u strogom smislu jer je upravljanje elektroničko. Komutator se sastoji od tri stupnja:

- detektiranje zaglavlja paketa fotodetektorima (PD) iz kojih se čitaju podaci o usmjeravanju. Na temelju tih podataka svakom je paketu dodijeljena valna duljina koju propušta filter na željenom izlazu,
- razrješavanje sukoba riješeno je stupnjem s pohranjivanjem koji koristi linije za kašnjenje prema kojima vode optička vrata,
- stupanj u kojem se demultipleksira signal i filtriraju paketi.



Slika 3.5 Komutator ATMOS prema RACE projektu

Stupanj za detektiranje zaglavlja paketa sastoji se od  $N$  optičkih ugodivih pretvornika valnih duljina koji ulazne pakete pretvaraju na određenu valnu duljinu ovisno o željenom izlaznom portu (paket adresiran na  $i$ -ti izlaz pretvara se na valnu duljinu  $\lambda_i$ ).

Stupanj za pohranjivanje sastoji se od  $N \times K$  komutatora sastavljenog od SOA optičkih vrata nakon čega slijedi skup od  $K$  linija za kašnjenje čije duljine variraju od 0 do  $(K-1)$  vremena paketa. Komutator omogućuje paketima, kodiranim valnim duljinama, pristup odgovarajućoj liniji za kašnjenje tako da paketi usmjereni na određeni izlaz napuštaju komutator jedan po jedan u FIFO poretku.

Stupanj za demultipleksiranje sastoji se od  $K \times N$  zvjezdastog sprežnika kojeg slijedi  $N$  pojasnopropusnih filtara koji izdvajaju pakete određene valne duljine. Prisutna je i elektronička kontrola komutatora i pretvornika valnih duljina.

Zbog kodiranja paketa valnim duljinama  $\lambda_1, \lambda_2, \dots, \lambda_N$   $k$  linija za kašnjenje ponaša se kao  $N$  FIFO spremnika s jednim izlazom i kapacitetom od  $k$  paketa.

Problem je ovog pristupa rast broja optičkih vrata iz bloka u kojem se pohranjuju podaci proporcionalno s umnoškom  $Nk$ , tj. veličine komutatora i veličine spremnika. Gubitak optičke snage paketa proporcionalna je  $Nk^2$  za  $N < k$  ili  $N^2k$  za  $N > k$ . Vrijednost  $k$  ovisi o zahtijevanoj vjerojatnosti gubitka paketa i prometnom opterećenju.

### 3.4.2 KEOPS

1995. godine ATMOS projekt naslijedio je KEOPS (*Keys to Optical Packet Switching*) projekt kao dio ACTS projekta [16]. Projekt je završio u rujnu 1998. godine. Ovaj projekt predlaže duljine vremenskog odsječka od 1.7 s, brzine prijenosa zaglavlja paketa od 622 Mbit/s i promjenjive brzine prijenosa podataka. Stalno vrijeme trajanja paketa osigurava da isti komutator može prospajati pakete na različitim brzinama. Ovo se rješenje može smatrati transparentnim s obzirom na brzinu prijenosa i do neke mjere na format prijenosa jer se mogu prospajati ATM ćelije, IP datagrami ili SDH okviri, a dozvoljen je i *broadcast* paketa.

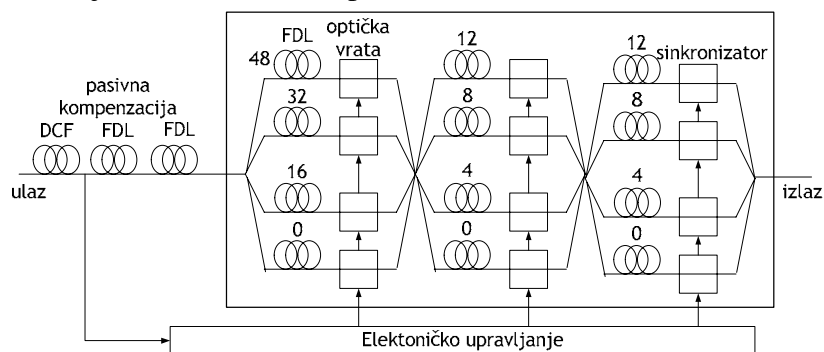
Glavi cilj KEOPS projekta bio je prema konačnom izvještaju "definicija, razvoj i ocjena optičke komutacije paketa i mreža s usmjeravanjem koje su sposobne podržati transparentnost brzine prijenosa, koriste optičke pakete stalne duljine i zaglavlja niske brzine da bi se omogućilo procesiranje u sučeljima mreže i čvorova".

Tijekom projekta razvijeni su sveoptički pretvornici valnih duljina s brzinama 10 Gbit/s. Pretvornici su zasnovani na međufaznoj modulaciji u poluvodičkim optičkim pojačalima koja čine interferometrijsku (*interferometric*) strukturu. Ta pojačala korištena su i kao osnova sve-optičkih regeneratorskih implementiranih tijekom

projekta. Rad je kasnije nastavljen unutar ACTS REPEAT i PELICAN projekata [17].

### Sinkronizatori

Sinkronizacija paketa ključan je problem u sinkronim mrežama s optičkom komutacijom paketa. Tijekom KEOPS projekta razvijen je i implementiran sveoptički sinkronizator (Slika 3.6). Sinkronizator uključuje tri kaskadirana stupnja od kojih svaki ima 2 pasivna sprežnika, 4 linije za kašnjenje različitih duljina naznačenih iznad linija i 4 optička vrata. Prvi skup linija za kašnjenje s grubom točnošću uklanja značajnije razlike u vremenu dolaska paketa, dok preostala dva bloka služe za finije ugađanje. Svaki se paket uspoređuje s referentnom vrijednošću i na taj način se otvaraju ili zatvaraju optička vrata. Rezolucija implementiranog sinkronizatora je oko 3.2 ns, a vrijeme postavljanja manje je od 1 ns. Odnos signal-šum i interferencija između različitih putova su niski.



Slika 3.6 Struktura sve-optičkog sinkronizatora

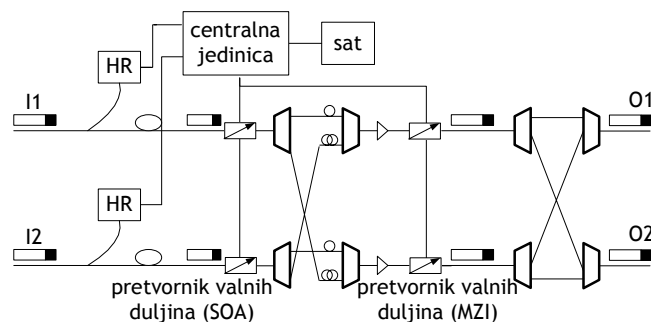
### Arhitektura komutatora

Unutar KEOPS projekta implementirane su dvije komutacijske matrice (*switching fabric*):

- valno usmjeravajuća matrica (WRS – *Wavelength Routing Switch*), te
- *broadcast-and-select* matrica.

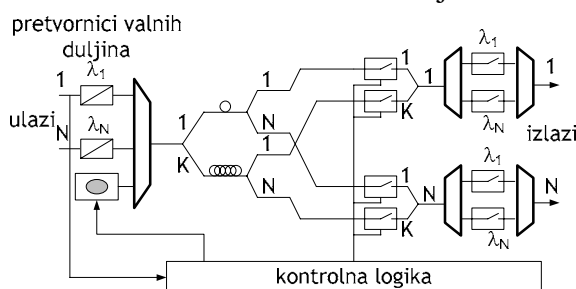
Djelomično je unutar ovog projekta modeliran i prospojnik s velikim optičkim spremnicima (SLOB – *Switch with Large Optical Buffers*).

Kod valno usmjeravajuće matrice WDM se koristi za komutaciju (Slika 3.7). Mrežni demonstrator implementiran tijekom projekta sadržavao je 4×4 komutatore s 4 valne duljine i signalima 2.5 Gbit/s. Demonstrator je uključivao razrješavanje sukoba pomoću optičkih linija za kašnjenje, komutaciju paketa prema zaglavlju, osvježavanje zaglavlja u komutatoru i njegovo poravnavanje s obzirom na položaj podataka. Prosječan broj komponenata po prospojniku za jedan čvor iznosio je 1.5 Mach-Zehnderov interferometar (izlazni pretvornici valnih duljina), 1.5 SOA zasnovanih pretvornika valnih duljina (ulazni pretvornici valnih duljina), 80 DFB lasera, 3 EDFA, 3 filtra, 12 de/multiplexera, te 16.8 km linija za kašnjenje [18]. Prijemnik zaglavlja označen je na slici kao *HR* (*header receiver*).



Slika 3.7 Arhitektura komutatora s valnim usmjeravanjem (WRS)

Slika 3.8 prikazuje *broadcast-and-select* komutator implementiran kao  $16 \times 16$  komutator sa 16 valnih duljina i 16 memorijskih mjesta, te 10 Gbit/s signalima. Slika prikazuje općenitu strukturu komutatora  $N \times N$  dimenzije s  $K$  memorijskih mjesta.

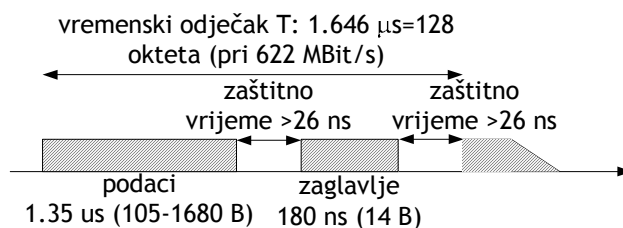


Slika 3.8 Broadcast-and-select komutator

Ovo rješenje koristi različite valne duljine za razdvajanje paketa koji dolaze na različite ulaze. Paketi s različitih ulaza pretvaraju se na različite valne duljine prije nego što se kombiniraju u zvjezdastom sprežniku. Nakon toga se obavlja *broadcast* na skup od  $K$  linija za kašnjenje. Svaki paket može biti zakašnjen između 0 i  $(K-1)$  duljina paketa. Paketi koji izlaze iz linija za kašnjenje dalje se šalju na sve izlazne portove gdje dva skupa optičkih vrata odabiru potrebne pakete. Prvi skup vrata na svakom izlazu odabire liniju za kašnjenje kojom dolazi željeni paket, a drugi skup vrata zajedno s parom WDM demultipleksera i multipleksera bira valnu duljinu na kojoj dolazi željeni paket. Prednost ove arhitekture je eliminacija ugodivih komponenti. Nedostatak je gubitak optičke snage koji je proporcionalan  $NK^2$  i zahtjeva  $N(N+K)$  optičkih vrata.

### Format paketa

U projektu KEOPS korišten je format paketa zasnovan na vremenskim odnosima. Količina podataka po paketu može biti proizvoljna sve dok duljina paketa ostaje vremenski nepromijenjena. Zaglavlje paketa prenosi se (relativno) malom (nekoliko stotina Mbit/s) stalnom brzinom prijenosa. Ta brzina kao i brzina prijenosa podataka proporcionalne su korisnički definiranoj brzini prijenosa, koja se mora kretati u granicama od 622 Mbit/s do 10 Gbit/s. S obzirom na razliku u brzini prijenosa između zaglavlja i podataka moguće je koristiti dovoljno niske brzine prospajanja za postizanje dobre propusnosti. Slika 3.9 prikazuje KEOPS format paketa.



*Slika 3.9 KEOPS format paketa*

Zaglavlje sadrži 8 okteta za hijerarhiju oznaka za usmjeravanje, te 3 okteta za identifikaciju tipa podataka koji se prenose, kontrolu toka, brojanje paketa i sl. 1 oktet određuje poziciju podataka relativno prema zaglavlju, a 2 okteta služe za sinkronizacijski uzorak. Ukupna duljina zaglavlja je 14 okteta.

Između zaglavlja i podataka postoji vremenska praznina – zaštitno vrijeme (*guard time*) – koje uklanja utjecaj treperenja faze (*jitter*). Takvo zaštitno vrijeme postoji prije i poslije podataka, te se sastoji od dva dijela. Prvi dio je stalnog iznosa koji se uvijek postavlja, a drugi dio je proporcionalan trajanju vremenskog odsječka. Zaključeno je da je optimalno trajanje podataka za ATM promet 2.726  $\mu$ s. Ta je vrijednost uvjetovana efikasnošću prijenosa i ograničenjem spremnika.

Slika 3.7 prikazuje KEOPS komutator koji se približno sastoji od istih stupnjeva kao i ATMOS uz glavnu razliku da su paketi iz istih ulaza uvijek pretvoreni na istu valnu duljinu. U ovom je slučaju također podržan *broadcast*.

Svakom dolaznom paketu pridružuje se jedna valna duljina koja određuje ulazni port. Paket se zatim pohranjuje. Svi paketi imaju sva moguća kašnjenja zbog pasivnih rasprednika. Vrata koja propuštaju više valnih duljina na izlazima svake linije za kašnjenje služe za odabir paketa koji pripadaju odgovarajućem vremenskom odsječku ovisno o situaciji pohranjivanja. Sve se valne duljine poslužuju simultano. Na izlasku se mora odabrati samo jedan od paketa, odnosno samo jedna valna duljina. Ovakav način rada omogućuje odabir jedne valne duljine na svim ili dijelu izlaza u isto vrijeme (*broadcast, multicast*).

### 3.4.3 WASPNET

WASPNET (*Wavelength Switched Packet Network*) je projekt kojeg financira EPSRC i koji uključuje tri britanska sveučilišta i nekoliko industrijskih institucija. Projekt je pokrenut u srpnju 1997. godine. Konačni cilj projekta je nova optička transmisijska mreža zasnovana na komutaciji paketa [19].

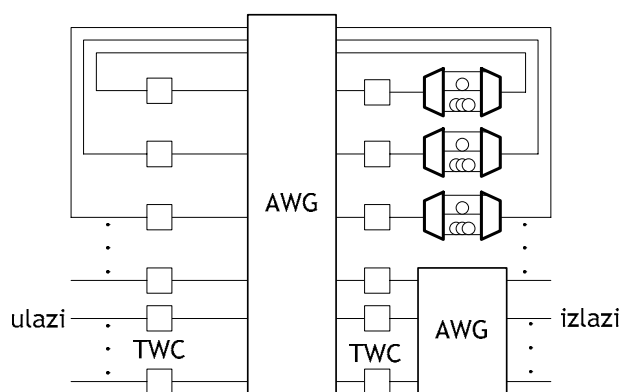
Jedno je od glavnih dostignuća projekta implementacija nekoliko arhitektura optičkih paketskih komutatora koji se odlikuju visokim kapacitetom prospajanja, kompatibilnošću s Internet prometom i efikasnim korištenjem mreže. Pokazano je da je prijenos optičkih paketa preko 14 čvorova moguć bez značajne degradacije signala. Paralelno s dizajnom čvorova proučavana je i kontrola mreže te proizvodnja potrebnih uređaja. Tijekom projekta razvijen je demonstrator s mogućnostima uklanjanja i dodavanja zaglavlja paketa, usmjeravanja, prospajanja i razrješavanja sukoba.

#### **Komutator**

Slika 3.10 prikazuje pojednostavljeni model komutatora u WASPNET projektu, jer je prikazana samo jedna ravnina komutatora, dok se čitav komutator sastoji od više



ravnina od kojih svaka radi na drugoj valnoj duljini. Svako ulazno vlakno spojeno je na demultiplekser koji šalje pakete valne duljine  $i$  na ravninu  $i$ , a svaki izlaz je dobiven multipleksiranjem kombinacije izlaza ravnina. Podrška razdvajanju paketa po prioritetima osigurana je sličnim mehanizmom kao u AWG (*Arrayed Waveguide Grating*) zasnovanom komutatoru s povratnom vezom. AWG prikazan s desne strane koristi se za uklanjanje zagušenja. Kombinacija valne duljine i ulaznog porta drugog AWG određuje izlazni port. Više paketa može izaći na isti izlaz ravnine, svaki na svojoj valnoj duljini.



Slika 3.10 Komutator u WASPNET projektu

### Format paketa

Unutar WASPNET projekta bili su korišteni paketi s 4 okteta dugim zaglavljem i 256 okteta dugim podacima. Podaci se prenose brzinama od 10 Gbit/s, dok se zaglavlje prenosi na nižim brzinama. Postoje tri mogućnosti prijenosa podataka i zaglavlja:

- zaglavlje i podaci prenose se u istom vremenskom odsječku. Zaglavlje se prenosi električkim podnosiocem na frekvencijama višim od frekvencije podataka,
- zaglavlje i podaci se prenose istovremeno na različitim valnim duljinama,
- zaglavlje i podaci se prenose serijski kao u KEOPS projektu.

Druga dva načina imaju problem s preslušavanjem. U prvom je pristupu osvježavanje zaglavlja problematično, te je potreban dodatan laser za svaki kanal koji prenosi podatke. U posljednjem pristupu slabije je iskorištenje propusnog pojasa, no nema preslušavanja i osvježavanje zaglavlja je jednostavnije.

### 3.4.4 DAVID

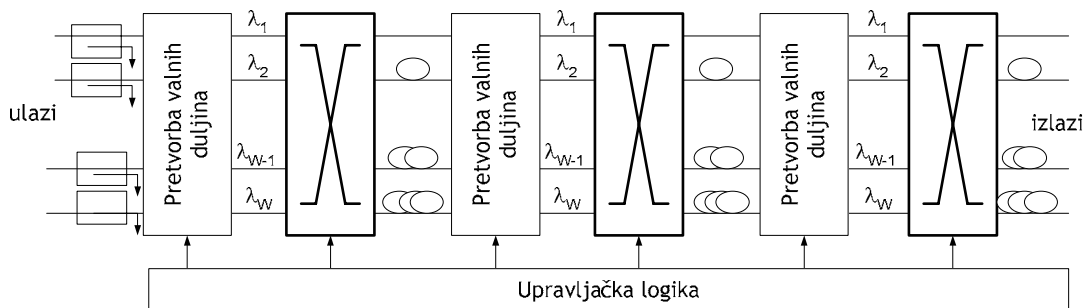
Glavni cilj DAVID (*DAta and Voice Integration over DWDM*) projekta je predlaganje *packet-over-WDM* rješenja, što uključuje modeliranje prometa i upravljanje mrežom, te pokriva područja od metropolitanskih (MAN) do mreža širokog područja (WAN).

Unutar projekta predložen je model optičkog paketskog komutatora. Poseban je naglasak na pružanju kvalitete usluge i korištenju promjenjive duljine paketa. Razrješavanje zagušenja riješeno je kombiniranjem optičkih spremnika i valnog multipleksiranja.

Predložena su tri načina podržavanja kvalitete usluge:

1. kvaliteta usluge temeljena na rezervaciji valnih duljina – neke pretvornike valnih duljina mogu koristiti sve klase, neke skup najviših klasa, a preostale samo najviša klasa,
2. kombinacija rezervacije valnih duljina i odbacivanja iznad praga (*threshold dropping*) – samo paketi najviše klase imaju svoje pretvornike valnih duljina. Paketi najnižeg prioriteta odbacuju se uslijed prepunjenja spremnika,
3. kombinacija rezervacija valnih duljina sa zakazivanjem – pretvarači valnih duljina podijeljeni su u različite klase kao u prvom modelu. Traženje slobodnih valnih duljina za pakete višeg prioriteta provodi se uzastopce ako valna duljina nije pronađena u prvom traženju. To se postiže povećanjem kašnjenja paketa u čvoru.

U prospojnoj se matrici (Slika 3.11) paketi prvo pretvaraju na valnu duljinu koja uklanja potencijalna zagušenja. Broj valnih duljina  $W$  korištenih unutar komutatora manji je ili jednak broju vanjskih valnih duljina  $M$ . Spremnik je implementiran kao kaskada  $k$  stupnjeva s  $m$  linija za kašnjenje. Na svakom se stupnju kaskade paketi s linija za kašnjenje usmjeravaju na prostorni komutator kroz rasprednik valnih duljina. Rasprednik se sastoji od spreznika i demultipleksera. U ovoj je arhitekturi moguće da se bilo koji izlaz iz stupnja  $i$  može prospojiti na bilo koji ulaz stupnja  $i+1$ . Svaki stupanj ima drugačija kašnjenja tako da linija za kašnjenje  $i$  u stupnju  $k$  ima kašnjenje  $im^{k-1}$ . Izlazni stupanj bira odgovarajuće pakete za odgovarajuće izlaze s obzirom na valnu duljinu i liniju za kašnjenje. Pri dolasku na odabrani izlazni port paketi se pretvaraju na odgovarajuću valnu duljinu i usmjeravaju na izlazno vlakno. Paketi na izlazne portove dolaze po FIFO principu.



Slika 3.11 Arhitektura komutatorske matrice u DAVID projektu

Detaljniji opis podrške kvaliteti usluge u dan je 9 poglavlju.

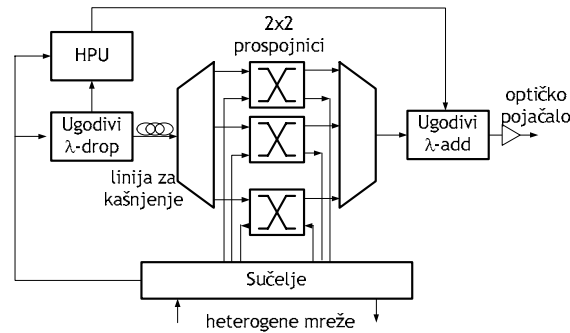
### 3.4.5 FLAMINGO

FLAMINGO MON je prstenasta mreža gdje je vrijeme podijeljeno u odsječke (sinkrona mreža). Implementirane su dvije mreže s dva različita pristupa.

U prvom je pristupu vrijeme podijeljeno u fiksne odsječke, a u drugoj u odsječke koji mogu poprimiti tri duljine trajanja. Za razliku od *photonic slot routing* rješenja paketi u istom vremenskom odsječku i različitim valnim duljinama mogu imati različita odredišta. Svaki vremenski odsječak ipak ima zajedničko zaglavlje koje se prenosi u zasebnom kanalu.

Druga alternativa je mreža s promjenjivom veličinom odsječka. Odsječci mogu poprimiti tri različite duljine. Slika 3.12 prikazuje komutator ili pristupnu točku (AP – *Access Point*). Ugodivi  $\lambda$ -drop razdvaja upravljački kanal koji sadrži zaglavlje. Taj je uređaj uglavnom ugodiv da bi se povećala pouzdanost u slučaju prekida kanala za

prijenos zaglavlja. Sadržaj upravljačkog signala usmjerava se na elektroničku jedinicu za obradu zaglavlja (HPU – *Header Processing Unit*). Podatkovni se kanali usmjeravaju na linije za kašnjenje čija duljina odgovara trajanju obrade zaglavlja. HPU kontrolira kašnjenje. Zakašnjeni se podatkovni odsječci zatim multipleksiraju. Ukoliko je odsječak prazan može mu se dodati novi paket. Paket koji se nalazi u odsječku prospaja se na sljedeći link ili se odvaja iz mreže i vodi prema drugoj mreži. Nakon prospajanja paketi se multipleksiraju, a na ugodivi  $\lambda$ -add uređaj dovodi se osvježeno zaglavlje kanala.



Slika 3.12 Pristupna točka u FLAMINGO MON

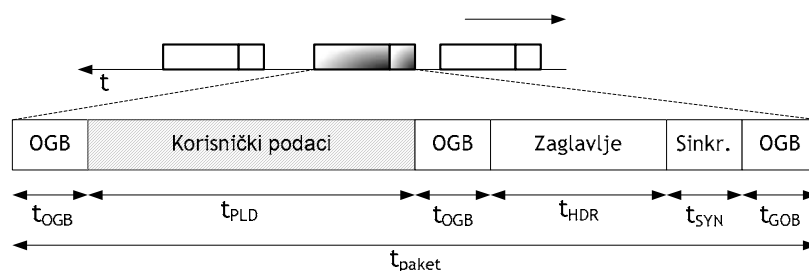
## 4 Optički paket

Da bi se smanjio broj entiteta koje prospojnik treba procesirati u vremenu mogu se grupirati jedan ili više paketa s istim odredištem i kvalitetom usluge. Tim se grupiranjem tvori optički paket na rubu mreže. Optički će paket općenito može biti stalne ili promjenjive duljine. Paketi stalne (male) duljine obično se nazivaju ćelijama (*cells*) čime se smanjuje složenost paketskog prospojnika, ali i povećava složenost sučelja između ruba i mreže. Posebna pozornost treba biti posvećena implementaciji mehanizma za zakazivanje paketa (*packet scheduling*) tako da ga izvršava elektronička oprema za upravljanje u stvarnom vremenu. Tako oblikovana mreža nalikuje na mrežu s prospajanjem snopova, s tom razlikom što se ovdje kontrolni podaci (zaglavlje) šalju u istodobno s podacima. Ovakva implementacija donosi pojednostavljenja rubne opreme i implicira zamjenu IP usmjeritelja velikih brzina (*terabit routers*) jezgrenim optičkim usmjeriteljima.

Zaglavlje se čita prebacivanjem oznake u električku domenu. Posebno sklopovlje traži u tablici usmjeravanja podatak o novoj oznaci na temelju primljene. Na taj se način određuje i izlazno sučelje. *Label stacking* je u optičkim mrežama teško implementirati, jer se duljina zaglavlja može mijenjati.

### 4.1 Formati paketa i zaglavlja

U elektroničkim se mrežama zaglavlja paketa odašilju serijski s podacima istom brzinom prijenosa (IP datagrami, ATM ćelije). Elektronički usmjeritelji ili prospojnici stoga procesiraju podatke zaglavlja jednakom brzinom kojom primaju i podatke. Kako je u optičkim mrežama prijenosni kapacitet puno veći (kanali do 40 Gbit/s) postaje teško implementirati elektroničku obradu zaglavlja paketa da bi se paketi mogli trenutno usmjeravati bez pohranjivanja (*on the fly*) u svakom čvoru. Slika 4.1 prikazuje generički format optičkog paketa.



Slika 4.1 Optički paket

#### 4.1.1 Zaštitno vrijeme

Zaštitno vrijeme osigurava da se uzastopni paketi vremenski ne preklapaju u paketskom prospojniku. Utjecaj klizanja koje se unosi prijenosom ili u komponentama na ovaj se način uklanja. Zaštitna vremena također ublažavaju utjecaj varijacije u vremenima prospajanja te nepreciznog početka i završetka čitanja i pisanja zaglavlja. Duljina zaštitnog vremena ovisi o arhitekturi čvora. U analizi su uključena zaštitna vremena od 2 do 16 ns (ukupno).

#### 4.1.2 Sinkronizacijsko polje

Sinkronizacijsko polje označava početak optičkog paketa. Ovo je polje potrebno u asinkronim mrežama, a u sinkronim mrežama omogućuje sinkronizatoru kompenziranje klizanja koje nastaje između linkova i pojedinih kanala u njima. Resinkronizacija lokalnog takta je također potrebna kod obje mrežne paradigme jer je preduvjet uspješnog čitanja zaglavlja. U nekim pristupima sinkronizacijsko polje označava početak podatkovnog dijela paketa s korisničkim podacima. Općenito ipak nije potrebno resinkronizirati takt prema korisničkim podacima jer bi brzina prijenosa korisničkih podataka trebala biti transparentna u optičkoj domeni. U ovom je radu pretpostavljeno minimalno sinkronizacijsko vrijeme od 2 ns.

#### 4.1.3 Zaglavlje (oznaka)

Zaglavlje optičkog paketa općenito je kraće od IP zaglavlja, te se stoga obično naziva oznakom (*label*). Zaglavlje obično sadrži podatke o adresi izlaznog optičkog čvora, prioritet, podatak o tome da li je paket pun ili prazan, te duljinu paketa.

Jedan oktet je najčešće dovoljan za jednoznačno adresiranje optičkih čvorova jer je skalabilnost mreže ograničena degradacijom signala. Regeneracija signala je moguća u rubnom elektroničkim usmjeriteljima koji imaju pristup IP zaglavlju.

Polje duljine paketa je potrebno kod asinkronih mreža zbog promjenjive duljine paketa. Ako se najveća duljina paketa ograniči na 1500 okteta za ovo je polje dovoljno 11 bitova.

Podaci o adresi izlaznog OPS čvora, te brojač skokova korisni su za detekciju pogrešno usmjerenih paketa, kao i izbjegavanje petlji kod primjene otklonskog usmjeravanja (*deflection routing*). Ova se informacija može koristiti i u različitim mehanizmima repova kada je potrebno osigurati ravnopravnost između različitih izvorišta ili prijeđenih udaljenosti. Na ovim se podacima može temeljiti i princip potvrde ili nadzora. Mali broj klasa usluge (CoS – *Class of Service*) uvjetovan je tehnološkim zaprekama ostvarivanju kvalitete usluge (QoS – *Quality of Service*). Dva bita su stoga dovoljna za osiguranje 4 klase usluge.

Zaglavlje se stoga može sastojati od 2 okteta za ulaznu i izlaznu adresu čvora, 11 bitova za duljinu paketa, 4 bita za brojač skokova, dva bita za CoS i jedan bit za oznaku da li je paket prazan ili pun. U zbroju to iznosi 4 okteta. U stvarnim implementacijama se češće koriste dulja zaglavlja (npr. KEOPS), što omogućuje dodatnu kontrolu ispravnosti i dodatne podatke. U nekim projektima analizirana su i vrlo kratka zaglavlja (npr. 1 oktet u WAsPNET projektu).

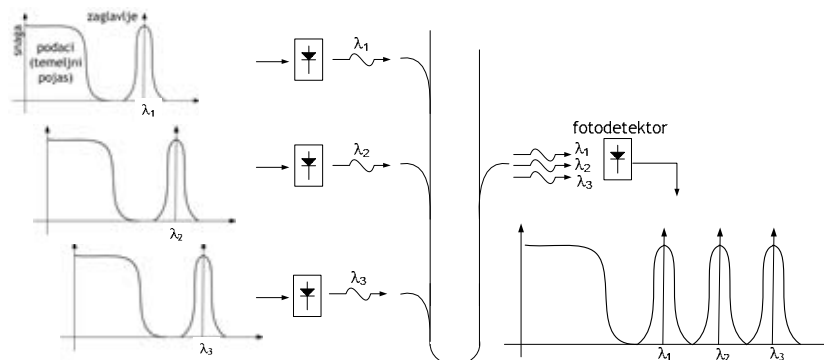
#### 4.1.4 Načini prijenosa zaglavlja

##### **Različite brzine prijenosa (*Differentiated Bitrates*)**

Brzine prijenosa u kanalima WDM sustava općenito su neprikladne za efikasno i jeftino elektroničko procesiranje. Jedno od rješenja je prijenos podataka na jednoj brzini (tipično 2.5-40 Gbit/s), a zaglavlja na nižoj brzini prikladnijoj za procesiranje (npr. 622 Mbit/s u KEOPS projektu). U ovom pristupu labela je binarno amplitudno modulirana kao i korisnički podaci. Razlika je u brzini nosioca jer se za zaglavlje koristi sporiji nosilac nego za podatke. U ovom je radu pretpostavljen brzina prijenosa podataka od 10 Gbit/s i zaglavlja od 2.5 Gbit/s.

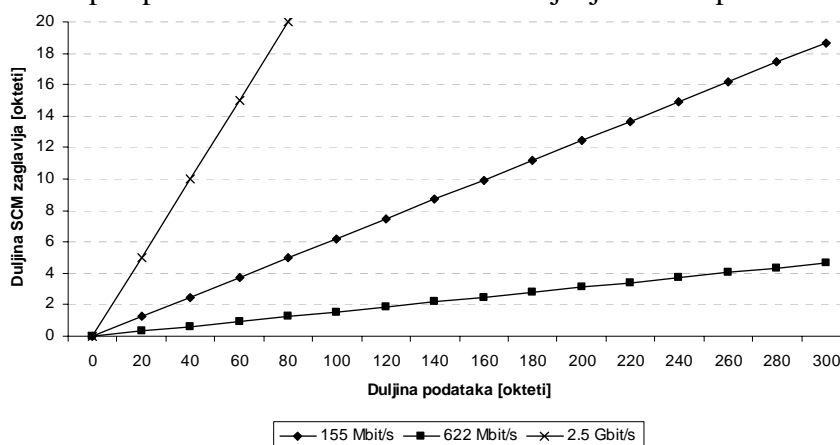
## Modulacija zaglavlja u podnosiocu (Sub-Carrier Modulation)

Od rješenja za prijenos zaglavlja najzapaženija je komutacija paketa s multipleksiranim zaglavljem u podnosiocu (SCM – *Subcarrier Multiplexed Header*). Zaglavlje i podaci prenose se istom valnom duljinom (optički nosilac). Pomoću struje koja modulira laserski predajnik podaci se prenose u temeljnom pojasu, dok se zaglavlje kodira na pažljivo odabranu frekvenciju podnosioca na nižim brzinama prijenosa (Slika 4.2).



Slika 4.2 Izdvajanje zaglavlja u SCM

Podaci zaglavlja na različitim valnim duljinama mogu se pročitati detektiranjem malog dijela svjetla u vlaknu s konvencionalnim fotodetektorom bez optičkog filtriranja. U izlaznoj struji fotodetektora različiti se tokovi podataka iz različitih valnih duljina preklapaju u temeljnom pojasu, no podnosilac ostaje odijeljen te se zaglavlje može pročitati električkim filtriranjem željenog podnosioca (Slika 4.2). Važno je koristiti što manji broj što nižih i što uže raspršenih frekvencija podnosioca jer se električka frekvencijska osjetljivost lasera i fotodetektora mora proširiti do najviše frekvencije podnosioca. Kako minimalni razmak podnosioca ne smije biti manji od dvostruke brzine prijenosa zaglavlja, važno je držati tu brzinu prijenosa (relativno) niskom. Ukoliko je ta brzina preniska, odašiljanje i primanje podatka zaglavlja biti će presporo i uzrokovat će veća zakašnjenja ostalih podataka.



Slika 4.3 Utjecaj duljina podataka na SCM kodiranu duljinu zaglavlja

Postoje dva pristupa ovom rješenju. U jednom se zaglavlje kodira vremenski paralelno s podacima, dok se u drugom zaglavlje kodira vremenski prije samih podataka. U ovom se radu pretpostavlja paralelno vremensko kodiranje. U tom se slučaju mora osigurati dovoljno dugi dio s podacima da bi se omogućilo kodiranje zaglavlja na nižoj brzini. U analizi su pretpostavljene brzine od 155 i 622 Mbit/s, te

2.5 Gbit/s za brzinu prijenosa zaglavlja uz brzinu WDM kanala od 10 Gbit/s. Slika 4.3 prikazuje najveće dopuštene brzine zaglavlja uz mijenjanje duljine podataka.

Prednost je ovakvog načina prijenosa mogućnost odašiljanja zaglavlja preko cijele dužine podataka jer se zaglavlje odašilje na drugoj valnoj duljini. Zaglavlje se može odašiljati i serijski s podacima.

Jedno od nedostataka ovakvog rješenja je moguće ograničenje brzine prijenosa podataka. Ukoliko se brzina prijenosa podataka poveća doći će do proširenja temeljnog prijenosnog pojasa što bi moglo uzrokovati preklapanje s frekvencijom podnosioca koja je ograničena mikrovalnom elektronikom.

Mnogi protokoli usmjeravanja i prospajanja zahtijevaju mijenjanje zaglavlja na svakom čvoru. Postoji nekoliko pristupa zamjeni zaglavlja u optičkoj domeni za zaglavlja koja se odašilju serijski s podacima istom valnom duljinom. Takva se zamjena može obaviti blokiranjem starog zaglavlja brzim optičkim prospojsnikom i umetanjem novog kojeg je u odgovarajućem trenutku lokalno generirao drugi laser. Ovdje je važno dobro poklapanje zaglavlja s podacima u valnoj duljini u WDM mrežama da bi se izbjegli problemi s disperzijom, nelinearnošću i uređajima osjetljivim na valne duljine. Predloženo je da se zamjena zaglavlja obavi odašiljanjem zaglavlja i podataka na različitim valnim duljinama, nakon čega bi se zaglavlje demultipleksiralo za optoelektričku pretvorbu, električko procesiranje i ponovno slanje na valnoj duljini zaglavlja. Nedostatak ovog pristupa je disperzija koja razdvaja zaglavlje i podatke kako paket putuje mrežom. Zaglavlja multipleksirana na podnosilac imaju puno manje problema s disperzijom jer je podnosilac vrlo blizu frekvenciji temeljnog područja. SCM zaglavlje može se ukloniti uskopojasnim optičkim filtrima, no takav bi postupak bio vrlo osjetljiv na klizanje valne duljine. Praktičke sheme uklanjanja SCM zaglavlja ograničene su zbog pune opto-elektroničke pretvorbe cijelog paketa nakon čega slijedi električko filtriranje, ponovna modulacija i slanje na novi laser. Jedan od prijedloga je osvježavanje SCM zaglavlja uzastopnim pretvorbama valnih duljina podataka u temeljnom pojasu korištenjem SOA. Postupak uključuje dva stupnja:

1. potiskivanje zaglavlja i pretvorba valne duljine podataka temeljnog područja koje se postiže zbog osjetljivosti međufazne modulacije (SOA) na niskim frekvencijama, te
2. zamjena zaglavlja ponovnom optičkom modulacijom u signalu s pretvorenim valnom duljinom novim zaglavljem na početnoj frekvenciji podnosioca.

#### 4.1.5 Korisnički podaci

Korisnički podaci odgovaraju paketu sloja koji je klijent fotoničkom sloju. Uglavnom se pretpostavlja da se radi o IP paketima, no može se raditi i o ATM ćelijama jer je OPS transparentan s obzirom na format korisničkih podataka. S obzirom da su IP paketi promjenjive veličine u modele prometnih izvora uključeni su podaci dobiveni mjerenjima u veljači 2002 godine [34]:

- prosječna duljina paketa je 402.7 okteta,
- oko 35% paketa je dugačko 40 okteta jer odgovaraju TCP paketima koji označavaju početak sesije,
- druga tipična veličina paketa iznosi 576 okteta (stari iznos najveće dopuštene duljine segmenta (MSS – *Maximum Segment Size*),

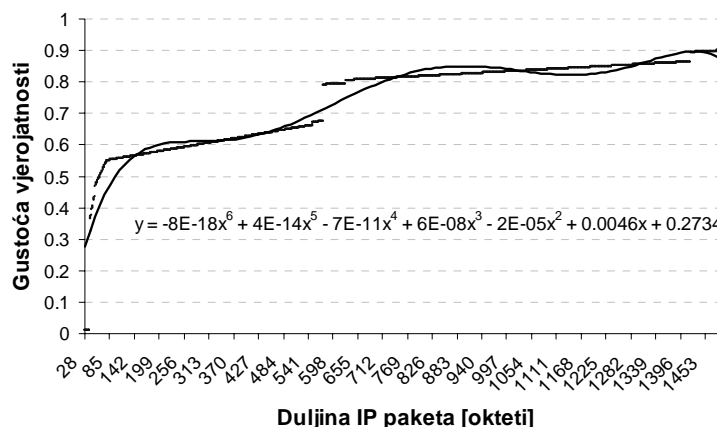
- paketi duljine 1500 okteta (Ethernet duljina najveće prijenosne jedinice (MTU – *Maximum Transfer Unit*) čine 10% ukupnog broja paketa, ali 37.1% ukupnog opterećenja mreže.

Tabela 4.1 prikazuje udio pojedinih veličina IP paketa u IP prometu [34].

Tabela 4.1 Udio pojedinih veličina IP paketa u IP prometu

Duljina paketa (okteti)	Udio u ukupnom broju paketa	Udio u ukupnom prometu (opterećenje)
28	1.20%	0.08%
40	35.50%	3.51%
44	2.00%	0.22%
48	2.00%	0.24%
52	3.50%	0.45%
552	0.80%	1.10%
576	11.50%	16.40%
628	1.00%	1.50%
1420	3.00%	10.50%
1500	10.00%	37.10%
40–80 (raspon)	10.80%	1.60%
80–576 (raspon)	11.80%	9.60%
576–1500 (raspon)	6.90%	17.70%

Prikazane podatke treba uzeti u obzir da bi se generirao što stvarniji prometa zbog ispravnog računanja performansi. Jedan od najjednostavnijih pristupa generiranju paketa temelji se na standardnom Poissonovom procesu s eksponencijalno raspodijeljenim duljinama paketa sa srednjom vrijednošću najčešće postavljenom na 500 okteta. Ukoliko se žele generirati paketi s razdiobom duljina koje prate gornju tablicu potrebno je utvrditi funkciju gustoće vjerojatnosti duljina paketa. Slika 4.4 prikazuje tu funkciju a prekidi predstavljaju skokove na pojedinim duljinama paketa (korisničkih podataka) koji se često pojavljuju (npr. 40, 576 ili 1500 okteta).

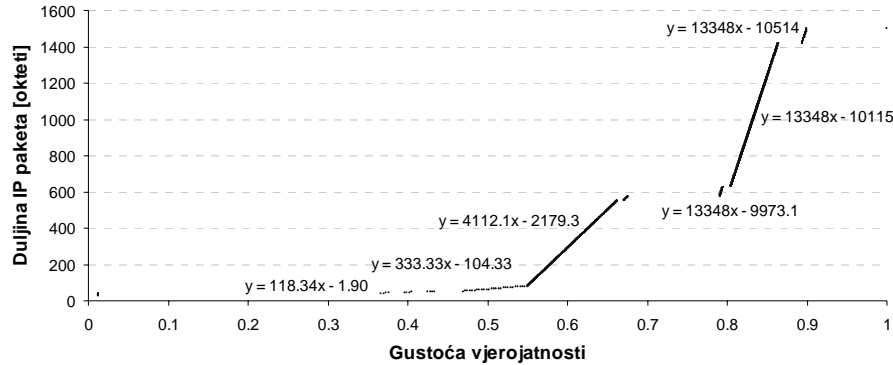


Slika 4.4 Aproksimacija gustoće vjerojatnosti duljine paketa polinomom 6 reda

Jedan od načina generiranja duljina je aproksimacija (*fit*) funkcije gustoće razdiobe polinomom (na slici je prikazan polinom 6 reda), te zatim traženje korijena (duljina

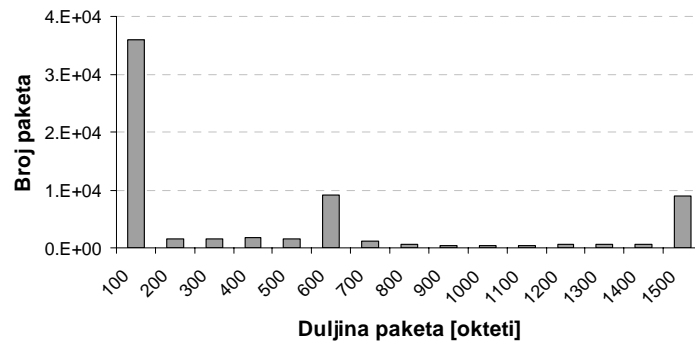


paketa) u slučajno generiranim točkama (vjerojatnostima). Takav bi postupak bio predug za svaki paket pa je jednostavnije inverz aproksimirati pomoću pravaca (Slika 4.5). Ulazni podatak je slučajno generiran broj (s jednolikom razdiobom), a izračun duljine paketa slijedi nakon određivanja područja (pravca) u kojem se broj nalazi.



Slika 4.5 Aproksimacija inverza funkcije gustoće razdiobe pravcima

Slika 4.6 prikazuje histogram dobivenih duljina paketa (svaki stupac odgovara broju paketa čija se duljina nalazi između vrijednosti lijevo od stupca i prve manje vrijednosti).



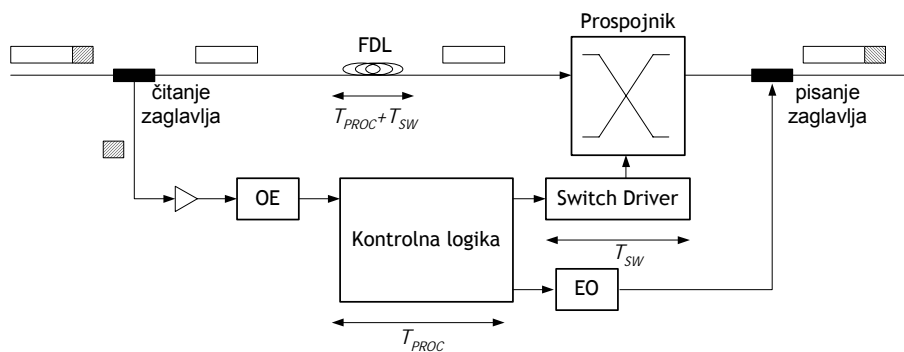
Slika 4.6 Histogram duljina korisničkih podataka paketa generiranih aproksimacijom pravcima

Povećanje duljine paketa povećava i ukupno vrijeme paketa. S obzirom na visoke brzine prijenosa ukupna duljina paketa je ipak zanemariva s obzirom na kašnjenje uneseno prijenosom (npr. vrijeme paketa od 1500 okteta pri brzini od 10 Gbit/s odgovara kašnjenju prijenosa preko 240 m vlakna).

Ukupno vrijeme paketa jednako je

$$T_{PCT} = T_{PLD} + T_{HDR} + T_{GT} + T_{SYN} = \frac{l_{PLD}}{C_{PLD}} + \frac{l_{HDR}}{C_{HDR}} + T_{GT} + T_{SYN}, \quad (4.1)$$

gdje  $T_{PLD}$  odgovara trajanju podatkovnog djela paketa,  $T_{HDR}$  zaglavlja paketa,  $T_{GT}$  ukupnom trajanju zaštitnih pojaseva, a  $T_{SYN}$  vremenu sinkronizacije.  $l_{PLD}$  i  $l_{HDR}$  označavaju duljinu podatkovnog dijela i zaglavlja u bitovima, dok  $C_{PLD}$  i  $C_{HDR}$  označavaju brzine prijenosa podatkovnog dijela i zaglavlja respektivno. Slika 4.7 prikazuje trajanje pojedinih operacija pri ulazu paketa u optički prospojnik.



Slika 4.7 Trajanje pojedinih operacija vezanih uz dekodiranje optičkog zaglavlja

Propusnost prospojnika ovisi o brzini prijenosa prospojne matrice. Uz brzinu prijenosa i dinamičkog analizi prospojnika važno je i vrijeme procesiranja zaglavlja u kontrolnoj logici  $T_{PROC}$  kao i vrijeme rekonfiguracije prospojnika  $T_{SW}$ . Zbroj ovih vremena mora biti manji od ukupnog trajanja paketa  $T_{PCT}$  da bi se izbjeglo zagušenje na ulazima prospojnika. Vrijeme procesiranja se u analizi može zanemariti s obzirom da je konstantno za sve dolazne pakete i može se jednostavno kompenzirati linijom za kašnjenje konstantnog kapaciteta. Vrijeme  $T_{SW}$  je od većeg značaja s obzirom da se iskoristivi prijenosni pojas prospojne matrice smanjuje za vrijeme prospajanja. U interesu je da to vrijeme postavljanja prospojne matrice bude što kraće te da trajanje ostalih dijelova paketa bude što manje u odnosu na duljinu podatkovnog dijela. Što je taj udio manji to će i vrijeme propagacije tih dijelova kroz prospojnik biti kraće. Ukupno dodatno vrijeme (*overhead*) može se izračunati kao:

$$T_{overhead} = T_{HDR} + T_{GT} + T_{SYN} + T_{SW}. \quad (4.2)$$

Ovo dodatno vrijeme je neiskorišteni dio prijenosnog pojasa zbog dodatnih podataka ili vremena postavljanja prospojne matrice. U to vrijeme nije uračunato vrijeme procesiranja s obzirom da je ono konstantno i može se promatrati kao cijeli tok paketa koji je zakašnjen za iznos tog vremena.

Od ključnog je značaja za efikasnost OPS mreže odrediti optimalnu duljinu paketa. Kratki paketi mogu smanjiti efikasnost mreže jer veći postotak otpada na zaglavlja ili zaštitna vremena između vremenskih odsječaka. Dugi paketi zahtijevaju dulje optičke spremnike, te ne bi ponudili dovoljno finu zrnatost. S fizikalnog stajališta važno je uravnoteženje pogreške paketa (PER) između podataka i zaglavlja. PER se razlikuje od pogreške bita (BER – *Bit Error Rate*) jer predstavlja vjerojatnost primanja cijelog paketa s greškom. PER se povećava s BER-om i brojem bitova koji se nalaze u paketu. Za efikasan rad mreže (prijenos paketa mrežom što točnije je moguće) PER podataka i zaglavlja trebao bi biti približno isti. Podaci imaju obično puno više bitova nego zaglavlje, a podložni su i jačim izobličenjima jer se zaglavlje osvježava u svakom čvoru. Druga prednost zaglavlja je odašiljanje na manjoj brzini nego podataka. To dovodi do manjeg BER-a za bitove zaglavlja nego za bitove podataka, te se stoga mora voditi računa o optimizaciji snage koja se odvaja iz paketa u svakom čvoru i duljini paketa da bi se postiglo uravnoteženje PER-a zaglavlja i podataka na odredišnom čvoru.

Da bi se utvrdio utjecaj vremena prospajanja na udio dodatnog vremena u odnosu na korisničke podatke razmatrana su 4 tipa paketa (Tabela 4.2).

Tabela 4.2 Razmatrani formati paketa

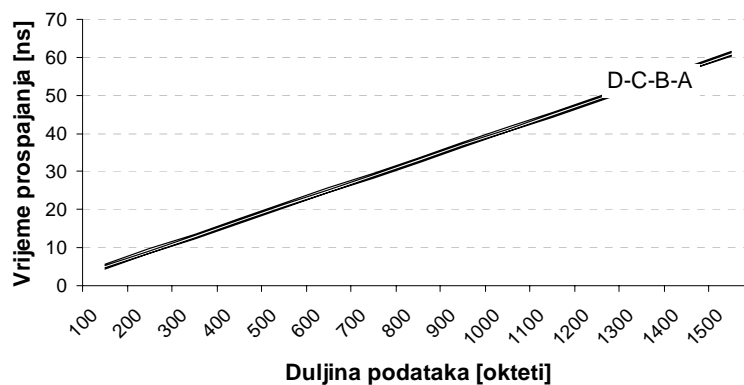
Format	$T_{SYN}$	$T_{GT}$	$T_{GT} + T_{SYN}$
A	2 ns	2 ns	4 ns
B	6 ns	6 ns	12 ns
C	12 ns	12 ns	24 ns
D	16 ns	16 ns	32 ns

Za ova 4 tipa odabran je prijenos zaglavlja različitim brzinama i prijenos korištenjem SCM tehnike. Pretpostavljeno je da je veličina zaglavlja 4 okteta. U SCM analizi pretpostavljeno je da je vrijeme trajanja zaglavlja  $T_{HDR}$  jednako 0 jer on one pridonosi dodatnom vremenu jer s obzirom da se šalje paralelno sa samim podacima.

U obzir je uzeto promjenjivo vrijeme prospajanja koje ovisi o duljini paketa i fiksno vrijeme prospajanja. Promjenjivo vrijeme prospajanja je postavljeno na 5% vremena trajanja korisničkih podataka, dok je fiksno vrijeme prospajanja postavljeno na 1 i 10 ns. Brzine prijenosa korisničkih podataka su 10 Gbit/s, dok je brzina prijenosa zaglavlja 2.5 Gbit/s.

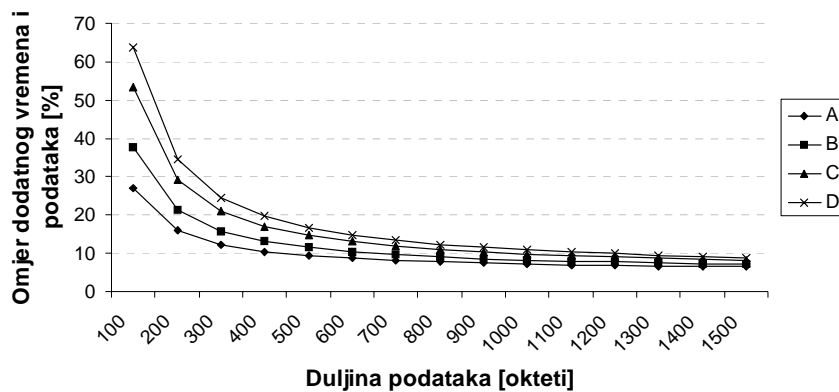
### Prijenos različitim brzinama

Promjenjivo vrijeme prospajanja i duljina paketa - ova grupa proračuna ima za cilj dati pregled utjecaja vremena prospajanja koje ovisi o duljini paketa na omjer vremena trajanja dodatnog vremena i podataka u paketu. Vrijeme prospajanja postavljeno na 5% trajanja paketa  $T_{PCT}$  daje neznatne razlike za različite formate paketa. Slika 4.8 prikazuje ovisnost vremena prospajanja o duljini podataka u paketu, dok Slika 4.9 prikazuje omjer dodatnog vremena i podataka u paketu. Vrijeme prospajanja koristi se kao sinonim za vrijeme postavljanja prospojne matrice u odgovarajuće stanje.

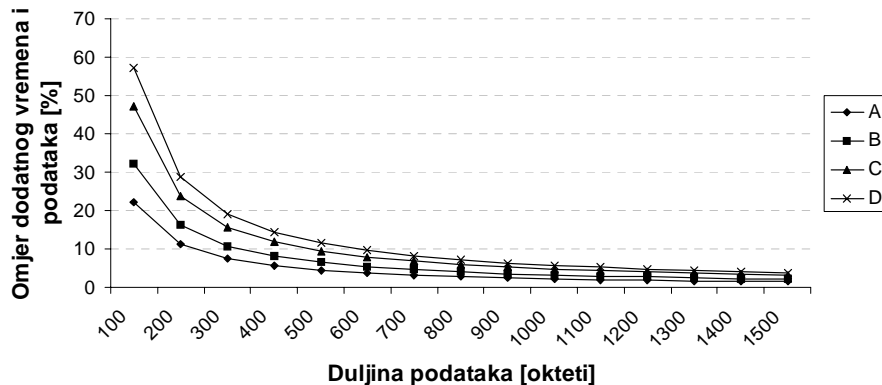


Slika 4.8 Korištena vremena prospajanja

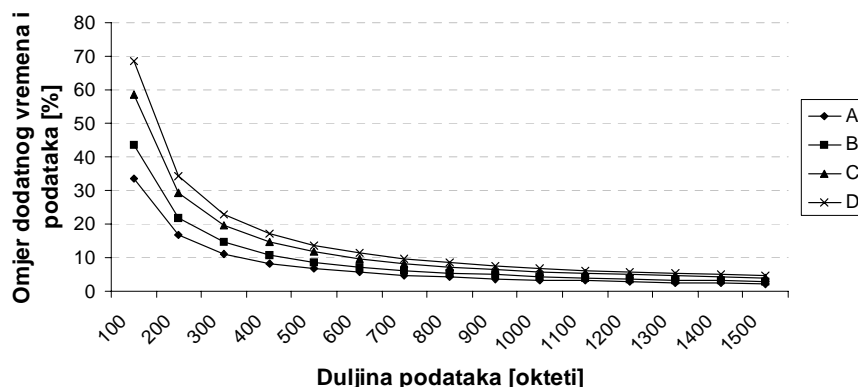
Dodatno vrijeme dostiže 10% duljine podatka za format A pri duljini podataka od 450 okteta. Pri toj duljini vrijeme prospajanja iznosi oko 19 ns. Svi paketi dostižu ovaj prag za duljine podataka veće od 1200 okteta (vrijeme prospajanja 50 ns). Pad omjera dodatnog vremena i podataka usporen je povećanjem vremena prospajanja s porastom duljine podataka. Vrijeme prospajanja od 25 ns je dovoljno da promatrani paketi imaju manje od 15% dodatnog vremena pri duljini podataka od 576 okteta (stari MSS iznos).



Slika 4.9 Omjer dodatnog vremena i podataka u paketu (promjenjivo vrijeme prospajanja)  
 Nepromjenjivo vrijeme prospajanja - Slika 4.10 i Slika 4.11 prikazuju omjere dodatnog vremena i vremena prospajanja za vremena prospajanja 1 ns i 10 ns. Vidljivo je da omjer više nije ograničen s porastom duljine podataka kako je to bilo u prethodnom slučaju promjenjivog vremena prospajanja.



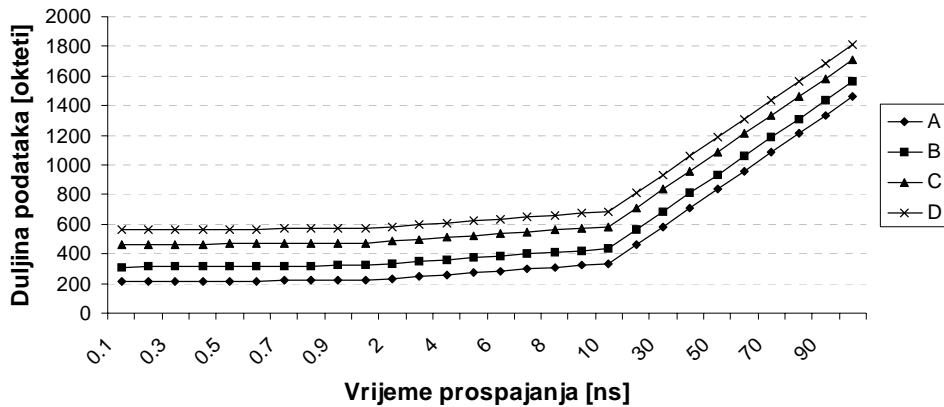
Slika 4.10 Omjer dodatnog vremena i podataka u paketu (vrijeme prospajanja 1 ns)



Slika 4.11 Omjer dodatnog vremena i podataka u paketu (vrijeme prospajanja 10 ns)  
 Vremena prospajanja od 10 ns omogućuju 10 % dodatnog vremena pri duljini podataka od 350 okteta i formatu paketa A. Svi razmatrani formati dostižu ovaj prag iznad duljine podataka od 685 okteta. Smanjivanje vremena prospajanja na 1 ns smanjuje ove pragove na 220 odnosno 575 okteta respektivno. Daljnje smanjivanje vremena prospajanja značajno ne pridonosi značajno smanjivanju dodatnog vremena

za male pakete (npr. paketi s 40 okteta podataka imaju dodatno vrijeme 55.6% duljine podataka za 1 ns vrijeme prospajanja. Taj se omjer smanjuje na 52.5% za vrijeme prospajanja od 10 ps).

Slika 4.12 prikazuje potrebnu duljinu podataka u paketu da bi omjer dodatnog vremena i duljine podataka bio jednak 10%. Ova se vrijednost uzima kao gornjom dopuštenom granicom prilikom projektiranja OPS mreže. U odnosu na tu vrijednost računa se najduže dopušteno vrijeme prospajanja ovisno o duljini podataka i formatu paketa.

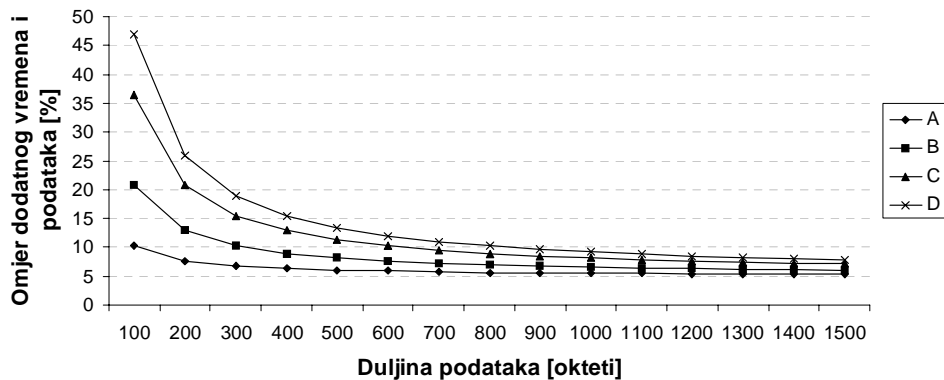


Slika 4.12 Potrebna duljina podataka za omjer dodatnog vremena i podataka jednak 10%

Vidljivo je da je 211 okteta minimalna vrijednost duljine podataka za format paketa A. Razlika između duljine podataka za sve formate paketa je relativno stabilna do oko 400 okteta. Utjecaj vremena prospajanja za sve formate postaje izraženiji oko 10 ns. Udvostručenje ovog vremena utječe na porast dodatnog vremena s 18% na 37% za format paketa A. Za duljinu podataka od 1500 okteta najveće dopušteno vrijeme prospajanja iznosi 103 ns do 75 ns ovisno o promatranom formatu paketa.

### SCM prijenos

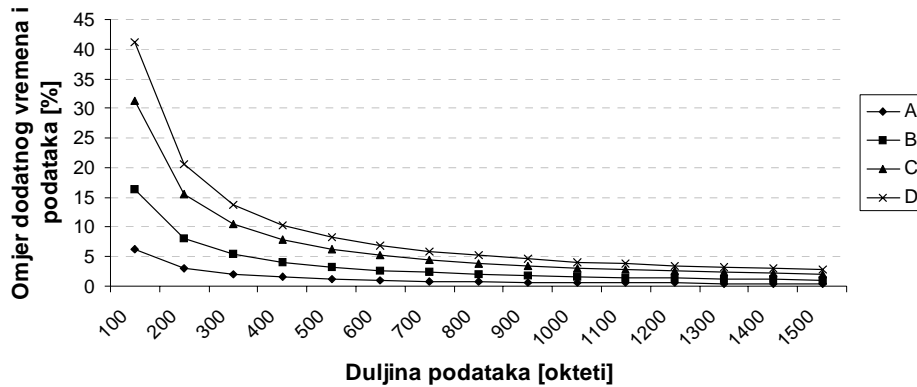
Promjenjivo vrijeme prospajanja i duljina paketa - Slika 4.13 prikazuje omjer dodatnog vremena i podataka u paketu. Vremena prospajanja nešto su kraća od onih kod prijenosa različitim vremenima jer vrijeme zaglavlja ne ulazi u proračun s obzirom da se prenosi istovremeno s podacima.



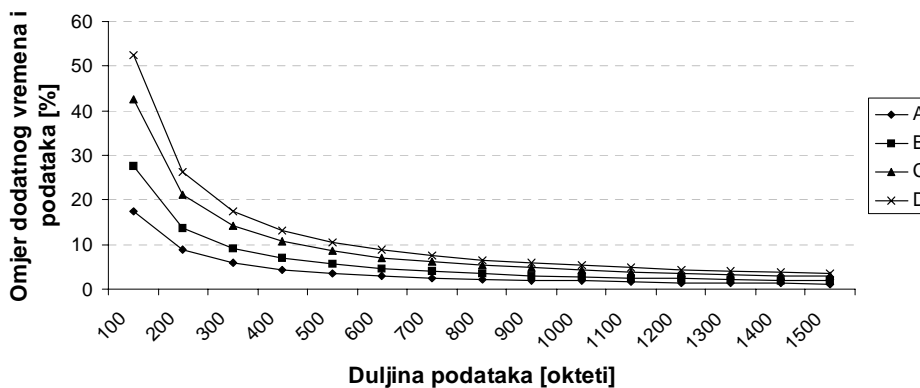
Slika 4.13 Omjer dodatnog vremena i podataka u paketu (promjenjivo vrijeme prospajanja)

Za sve je formate paketa dodatno vrijeme kraće od 12% u odnosu na podatke MSS duljine i 25 ns vremena prospajanja. Paketi formata A imaju 20% dodatnog vremena za podatke duljine 20 okteta pri 2 ns vremena prospajanja.

*Nepromjenjivo vrijeme prospajanja* – Vrijeme prospajanja utječe na dodatno vrijeme posebno za pakete formata A. U tom slučaju dodatno vrijeme za podatke od 64 okteta iznosi 27 % i 10 % za vremena prospajanja od 10 ns odnosno 1 ns.



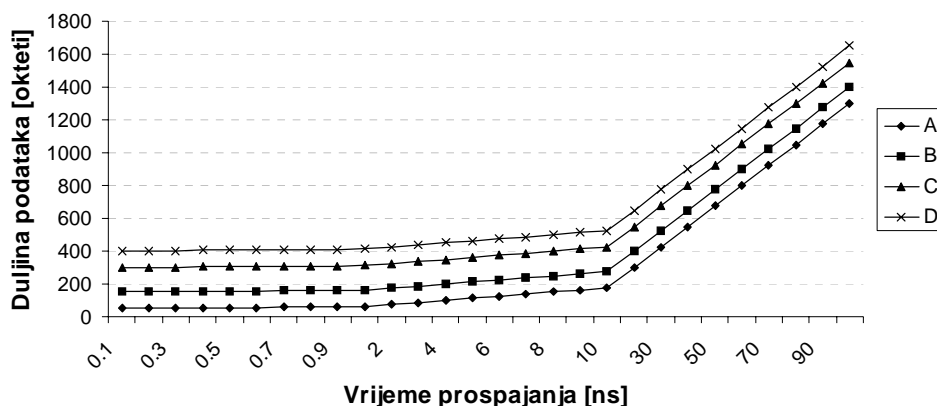
Slika 4.14 Omjer dodatnog vremena i podataka u paketu (vrijeme prospajanja 1 ns)



Slika 4.15 Omjer dodatnog vremena i podataka u paketu (vrijeme prospajanja 10 ns)

Vrijeme prospajanja od 10 ns omogućuje za sve formate paketa manje od 10% dodatnog vremena pri MSS (*Maximum Segment Size*, uobičajena implementacijska vrijednost u TCP protokolu je 536 okteta) duljini podataka. Taj je prag za sve formate pri 1 ns vremena prospajanja dostignut za podatke od 420 okteta. Pri duljini podataka od 1500 okteta dodatno vrijeme iznosi između 1 % i 5 % za oba vremena prospajanja. Pri duljini podataka od 40 okteta dodatno vrijeme iznosi 16% pri vremenu prospajanja od 1 ns.

Slika 4.16 prikazuje smanjenje dodatnog vremena u odnosu na prijenos različitim brzinama. Za paket formata A najmanja moguća duljina podataka uz zadržavanje praga dodatnog vremena od 10 % iznosi 51 i 63 okteta pri brzinama prospajanja od 0.1 ns i 1 ns respektivno. Za najveći format paketa D duljina podataka raste do 400 okteta za vremena prospajanja ispod 1 ns. Pri vremenu prospajanja od 20 ns duljine podataka variraju od 300 do 650 okteta.



Slika 4.16 Potrebna duljina podataka za omjer dodatnog vremena i podataka jednak 10%

SCM prijenos očito daje najkraća dodatna vremena. Što je vrijeme prospajanja duže to duljine podataka moraju biti veće da bi se omjer dodatnog vremena i trajanja podataka ograničio ispod 10%. Očita je prednost manjih zaglavlja osobito pri slanju kratkih paketa. Najkraći se paketi s 40 okteta podataka ipak ne mogu poslati bez više od 50% dodatnog vremena. Utjecaj vremena prospajanja postaje vidljiv pri vremenima duljim od 15 ns gdje se minimalna duljina podataka da bi se zadržao prag od 10% omjera dodatnog vremena i podataka udvostručava u odnosu na vrijeme prospajanja od 1 ns. 30 ns vremena prospajanja je prag za MSS duljine podataka, dok je 75 ns vremena prospajanja prag za pakete s više od 1500 okteta podataka.

Uz brzine prospajanja ispod 100 ns i SCM načina prijenosa većina optičkih paketa koji prenose IP pakete kao podatke ima manje od 10% dodatnog vremena. Taj prag ne vrijedi samo za kratke pakete. Kod prijenosa različitim brzinama ovaj problem za kratke pakete postaje izraženiji jer se prag pomiče prema većim duljinama podataka, te se može riješiti agregacijom kratkih paketa u rubnim elektroničkim usmjeriteljima OPS mreže. Vremena prospajanja iznad 100 ns zahtijevaju pakete s podacima duljim od 1500 okteta.

## 4.2 Pohranjivanje podataka

Da bi se prijenos signala zadržao u optičkoj domeni bilo bi poželjno spremnike implementirati u optičkoj domeni. Optička se memorija danas uglavnom implementira linijama za kašnjenje što implicira sekvencijalan pristup. Optičke memorije sa slučajnim (izravnim) pristupom (RAM) još uvijek ne postoje. Linije za kašnjenje mogu postati vrlo duge (stotine kilometara) što može biti vrlo skupo, nepraktično i teško za temperaturnu stabilizaciju. Jedno od rješenja je dijeljenje pohranjivanja između optičke i elektroničke domene. Optička pohranjivanja bi se koristila za kratke vremenske periode, koji predstavljaju većinu pohranjivanja, a elektroničko pohranjivanje za duže periode. Na taj način se smanjuje potreban kapacitet elektroničke memorije i skupih optičkoelektričkih i električkooptičkih sučelja. Ukoliko je optički paket potrebno zakasniti više od najdužeg perioda kojeg može osigurati optička memorija, takav se paket prebacuje u električku domenu i pohranjuje u električkoj memoriji.

Ovakav je pristup posebno zanimljiv kod rubnih uređaja, jer se može iskoristiti elektronička memorija potrebna za ostvarivanje IP usmjeravanja. Bez obzira što takvo rješenje može funkcionirati i bez linija za kašnjenje, može se pokazati da se

uvođenjem takvih linija većina pohranjivanja obavlja upravo u optičkoj domeni (mala kašnjenja), dok se samo mali dio (veća kašnjenja) obavlja u električkoj domeni [35].

### 4.3 Zakazivanje i kontrola

Kako je optička memorija implementirana optičkim linijama za kašnjenje, elektronički zakazivač (*scheduler*) mora pakete usmjeravati na točno određene linije da bi se postigla ista funkcionalnost kao kod implementacije koja koristi samo elektronički RAM. Algoritmi za zakazivanje paketa implementiraju se u elektroničkim sklopovima velike brzine, a moraju uključivati ravnopravnost pristupa, implementaciju QoS klasa, stabilnost repova i izglednjivanje repova.

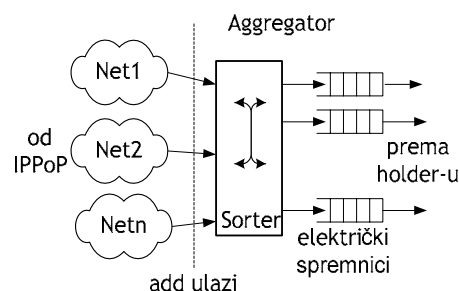
Da bi se izbjegle skupe i nepraktične duge linije za kašnjenje mogu se upotrijebiti dvije tehnike temeljene na ovim upravljačkim algoritmima [35]:

- više paketa na različitim valnim duljinama može proći određenom linijom za kašnjenje istovremeno. Broj potrebnih linija za kašnjenje smanjuje se za faktor multipleksiranja.
- ukupna se duljina linija za kašnjenje može smanjiti dijeljenjem vlakana između više putova za kašnjenje. Duge linije za kašnjenje mogu se zamijeniti s više stupnjeva kraćih linija za kašnjenje.

Algoritmi za zakazivanje trebali bi se paralelizirati da bi se omogućilo korištenje PGA (*Programmable Gate Arrays*). Implementacija mora biti skalabilna da bi se mogla primijeniti na velike prospojnike u budućnosti.

### 4.4 Agregacija IP datagrama i stvaranje optičkih paketa

IP mreža (npr. LAN) klijent je optičke mreže i služi kao izvor IP paketa koji do optičke mreže dolaze prijenosom u temeljnom pojasu najčešće u Sonet/SDH okviru. IP paketi su korisnički podaci optičkih paketa. U jedan optički paket ulazi jedan ili više paketa s istim odredištem, ili zajedničkim dijelom puta ako je promjena sadržaja optičkog paketa moguća putem. Optički se paket stvara u agregatoru koji se nalazi u rubnim čvorovima. Slika 4.17 prikazuje položaj agregatora u mreži.

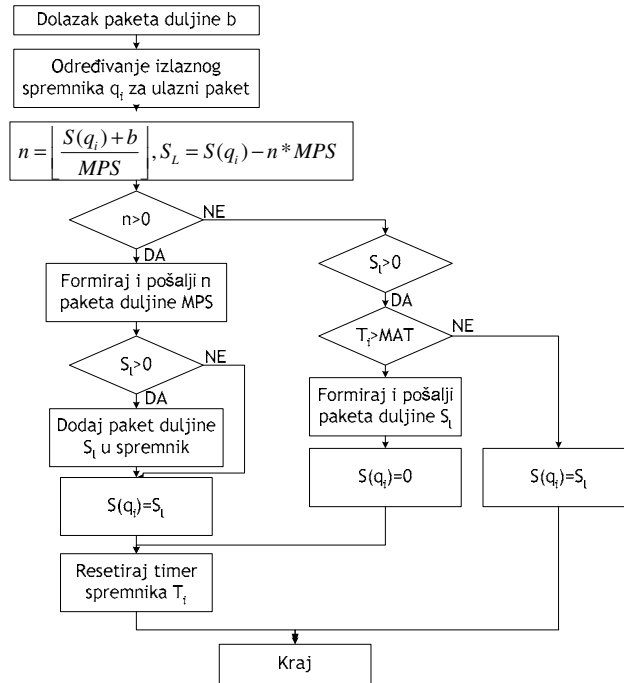


Slika 4.17 Položaj agregatora u mreži

Na ulazu u agregator nalazi se modul koji raspoređuje pakete prema njihovom odredištu. Paketi se nalaze u električkoj domeni i pohranjuju se u električku memoriju gdje se prema nekom algoritmu pakiraju dalje u optičke pakete. Položaj i funkcija agregatora unutar optičkog čvora detaljnije su obrađeni u dijelu 5.2.3. U nastavku se funkcija agregatora obrađuje sa stajališta algoritma agregacije.

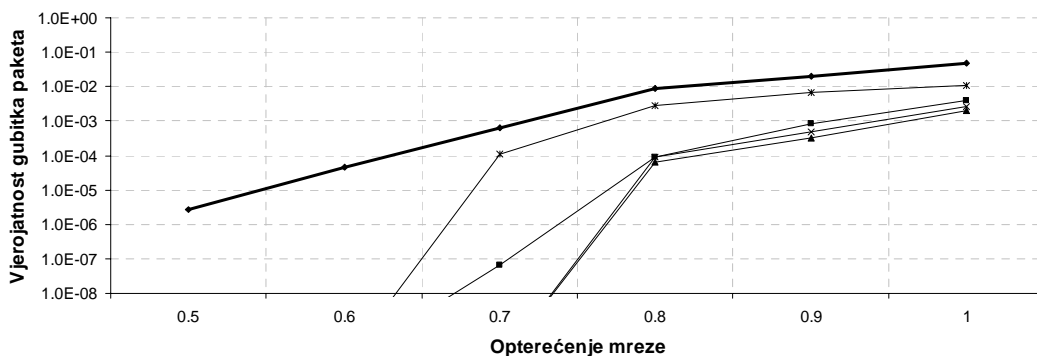


Slika 4.18 prikazuje blok dijagram agregacijskog mehanizma. Pretpostavlja se da za svako moguće odredište (čvor optičke mreže) postoji elektronički spremnik. Na razni agregatora definirana je vrijednosti najveće duljine optičkog paketa ( $MPS$  – *Maximum Packet Size*), te vrijednosti timera ( $MAT$  – *Maximum Aggregation Time*) [36]. Spremnik  $q_i$  opisan je duljinom spremnika ( $S(q_i)$ ), te vrijednošću timera ( $T_i$ ).

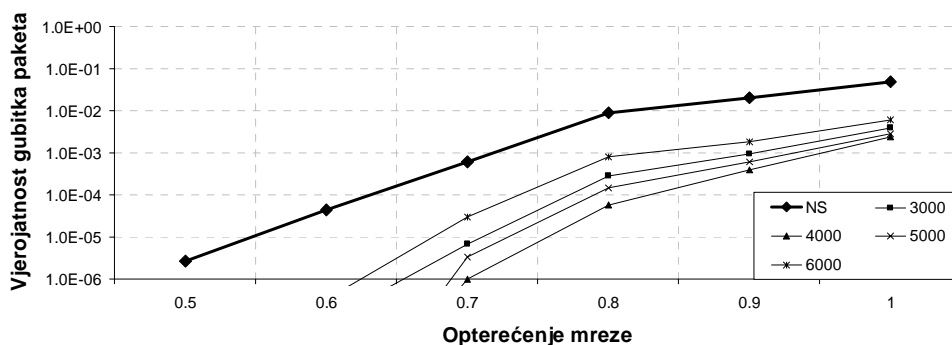


Slika 4.18 Blok dijagram agregacijskog mehanizma

Provedene su dvije grupe proračuna s ciljem utvrđivanja utjecaja  $MPS$  i  $MAT$  parametara na vjerojatnost gubitka paketa. Prva grupa je zasnovana na Poissonovom generatoru prometa (Slika 4.19) a druga na generatoru samosličnog prometa ( $FGN$  – dio 10.4.1, Slika 4.20). Oznake na grafovima se odnose na vrijednost  $MPS$  parametra ( $NS$  – bez agregacije, vrijednosti u oktetima). Opterećenje mreže definirano je kao najveće opterećenje linka u mreži.



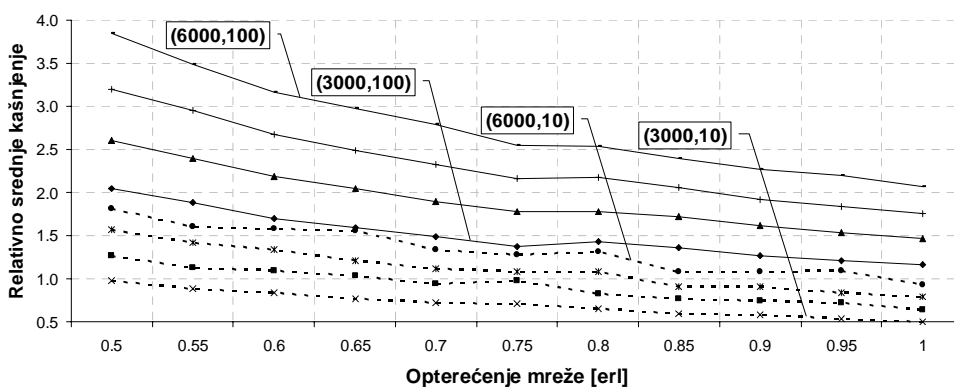
Slika 4.19 Vjerojatnost gubitka paketa u ovisnosti o opterećenju (Poissonov promet)



Slika 4.20 Vjerojatnost gubitka paketa u ovisnosti o opterećenju (samosličan promet)

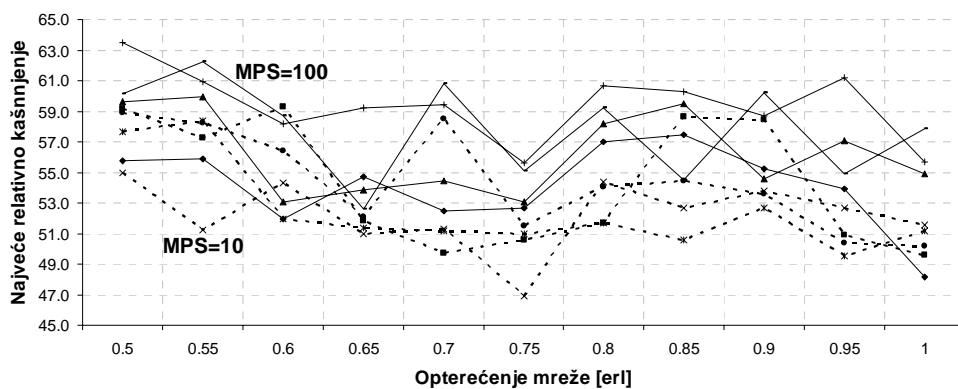
Isšitna mreža imala je 6 slučajno povezanih čvorova sa stupnjevanjem homogeno generiranih prometnih zahtjeva među njima (6.3.2). U oba slučaja korišteno je ograničenje  $MAT=100$  srednjih duljina IP paketa (402.7 okteta). Vidljivo je da niska agregacija (slučaj s 500 okteta) daje veće vjerojatnosti gubitka paketa od slučaja bez agregacije. Povećanje vrijednosti  $MPS$  daje bolje rezultate što je poznat rezultat iz proučavanja komutacije snopova. Naime, komutacija snopova može se aproksimirati komutacijom vrlo dugih paketa bez signalizacije i prethodne rezervacije puta. Pokazuje se da se vjerojatnost gubitka paketa smanjuje što su snopovi duži. Zaključak je da što se više komutacija snopova približava komutaciji kanala ("beskonačno" dugi paketi), to je vjerojatnost gubitka manja.

Srednja kašnjenja unesena uslijed agregacije prikazana su relativno prema srednjem trajanju IP paketa na prijenosnoj brzini kanalu (Slika 4.21). Prikazana su kašnjenja za  $MAT = 10$  i  $MAT = 100$ , te za raspone  $MPSN = \{3000, 4000, 5000, 6000\}$ . Vidljivo je da se kašnjenje povećava s povećanjem  $MAT$  i  $MPS$ , no da pada s povećanjem opterećenja mreže jer se potrebna duljina optičkog paketa  $MAT$  s češćim dolaskom paketa brže postigne.



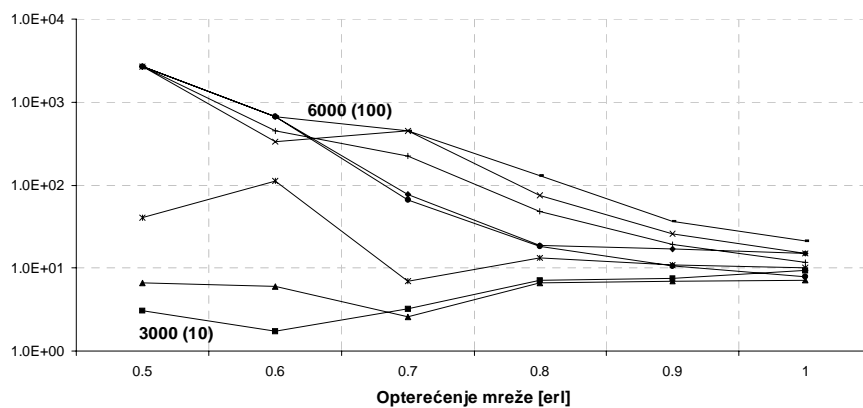
Slika 4.21 Relativno srednje kašnjenje u ovisnosti o opterećenju

Slika 4.22 daje najveće uneseno kašnjenje paketa pod navedenim pretpostavkama. Vidljiva je diferencijacija u dvije skupine određene  $MAT$  vrijednošću, no  $MPS$  vrijednost općenito nema jasan utjecaj na najveće kašnjenje. Takav utjecaj može otežati pružanje usluge s garancijama na varijaciju kašnjenja.



Slika 4.22 Najveće kašnjenje u ovisnosti o opterećenju

Relativno smanjenje vjerojatnosti gubitka paketa prikazuje Slika 4.23 (*gain*). Efikasnost algoritma opada s povećanjem mreže, a smanjuju se i razlike između najboljeg ( $MPS=6000, MAT=100$ ), i najgoreg slučaja ( $MPS=3000, MAT=10$ ).



Slika 4.23 Relativno smanjenje vjerojatnosti gubitka paketa u ovisnosti o opterećenju mreže

# 5 Arhitektura čvora

## 5.1 Pregled arhitektura prospojnika

Optički paketski prospojnik osnovni je čvor mreže s optičkom komutacijom paketa. Mehanizmi prospajanja optičkih paketa općenito mogu biti podijeljeni u tri grupe:

- usmjeravanje valnih duljina (*wavelength routing*,  $\lambda$  routing),
- *broadcast-and-select* usmjeravanje, i
- prostorno prospajanje.

Da bi se utvrdila pogodnost neke arhitekture za prospajanje optičkih paketa obično se analiziraju sljedeća tri obilježja:

- *vrijeme prospajanja* – analize pokazuju da su vremena prospajanja ispod 100 ns potrebna u slučajevima kratkog zaglavlja optičkog paketa. U sve-optičkim uređajima moguće je postići i kraća vremena u fs-ns području no to rezultira neznatnim skraćivanjem zaglavlja.
- *propusnost* – propusnost optičkih prospojnika mora biti jednaka onoj kod transmisijskih sustava s obzirom na to da se prospojnici primjenjuju u širokopojasnoj mreži.
- *degradacija signala* – degradacija signala određuje skalabilnost mreže ukoliko se ne primjenjuje regeneracija signala. Optički gubici, preslušavanje i osjetljivost na polarizaciju važni su parametri prospojne matrice.

Pretpostavka je svih opisanih paketskih prospojnika implementacija funkcije pohranjivanja i usmjeravanja u optičkoj domeni, a procesiranja te kontrole usmjeravanja i pohranjivanja u električkoj domeni.

### 5.1.1 Optički paketski prospojnik s usmjeravanjem valnih duljina

Kod prospojnika s usmjeravanjem valnih duljina (*Wavelength-Routed Packet Switch*) izlazno se sučelje odabire valnom duljinom izlaznog signala. Za ovu su arhitekturu ključni ugodivi pretvornici valnih duljina. Prospojnici se razlikuju prema položaju spremnika, koji se može nalaziti ispred ili iza prospojnog elementa. Prospojni su elementi u ovom slučaju valno usmjeravajući elementi poput AWG.

Prednost AWG-a je skalabilnost jer su demonstrirane veličine do 42×42 AWG za OPS [37]. Pri brzini prijenosa 40 Gbit/s pojavljuju se degradacije snage uzrokovane spektralnim filtriranjem, a koje su reda veličine 1dB (pri BER=10<sup>-9</sup>). Ukupno preslušavanje je -29 dB, a prigušenje (gubitak utiskivanja, *insertion loss*) u najgorem slučaju je 4.2 dB. AWG zbog ovih obilježja predstavlja pogodnog kandidata za OPS.

#### **Prospojnici s usmjeravanjem valnih duljina i izlaznim pohranjivanjem**

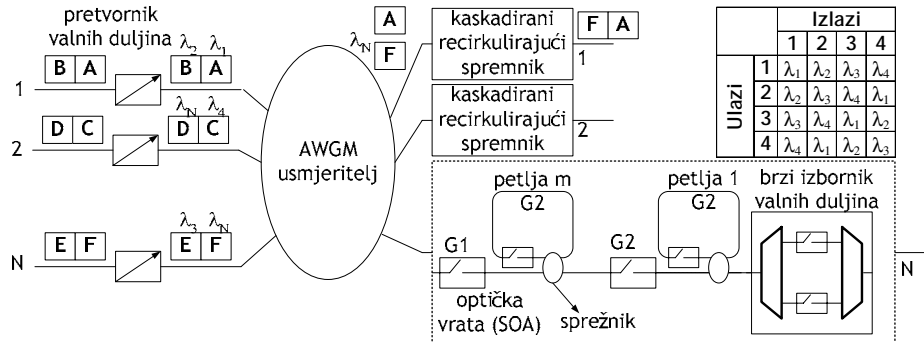
Primjer ove arhitekture je ftonički matrični komutator (*photonic matrix switch*) [14] koji koristi kodiranje valnim duljinama za usmjeravanje i pohranjivanje paketa. Arhitektura prospojnika odgovara ATMOS projektu (Slika 3.5) gdje je dan i opis.

Drugi primjer ove arhitekture je *Frontiernet* paketski prospojnik [16] (Slika 5.1) koji koristi multiplexer s valovodnom rešetkom (AWGM - *Arrayed-Waveguide Grating*

*Multiplexer*) gdje se paketi usmjeravaju pretvaračima valnih duljina. Za  $N \times N$  paketski prospojnik potrebno je  $N$  valnih duljina za potpuno povezivanje  $N$  ulaza i  $N$  izlaza.

AWGM može istovremeno usmjeravati do  $N$  paketa na različitim valnim duljinama na isti izlaz.

Slika 5.1 prikazuje istovremeno usmjeravanje paketa  $A$  do  $F$  s ulaza 1 i  $N$  na izlaz 1 na valnim duljinama  $\lambda_1$  i  $\lambda_N$ . Spremnik na svakom izlazu regulira pakete tako da samo jedan paket izađe kroz izlaz u jednom vremenskom odsječku. Tablica na slici prikazuje odnos između ulaza, izlaza i valnih duljina za  $4 \times 4$  AWGM.



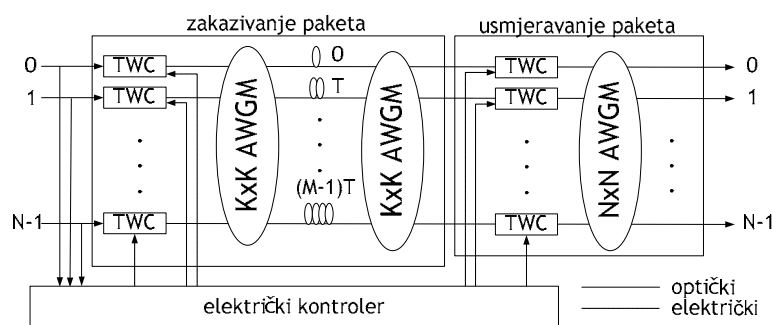
Slika 5.1 Frontiernet paketski prospojnik

Spremnik u *Frontiernet* prospojniku prikazan je na dnu prethodne slike. Sastoji se od više cirkulirajućih petlji povezanih u seriju, nakon kojih slijedi brzi izbornik valnih duljina (ili ugodivi filter). Svaka se petlja sastoji od optičkog vlakna, dva prospojnika (SOA vrata) i 3-dB rasprežnika. Odgovarajućim otvaranjem i zatvaranjem prospojnika  $G1$  i  $G2$  na svakoj petlji paketi se mogu ili unijeti u petlju ili obrisati iz petlje.

Pokazano je da svaki spremnik treba barem 18 petlji da bi se postigla vjerojatnost gubitka paketa manja od  $10^{-6}$  za 80 % prometnog opterećenja [16]. Složenost ove strukture spremnika je u elektroničkom kontroleru koji mora utvrditi broj paketa u svakoj petlji. Usmjeravanje paketa moglo bi se izbjeći paralelnom konfiguracijom petlji.

### **Prospojnici s usmjeravanjem valnih duljina i ulaznim pohranjivanjem**

U gore navedenim arhitekturama prospajanje se odvija prije pohranjivanja. Prospojnici takvih arhitektura efikasno rade kao izlazni prospojnici sa spremnicima i tako ostvaruju najbolji odnos propusnosti i kašnjenja. Predloženi su i prospojnici s ulaznim pohranjivanjem kod kojih se prospajanje odvija nakon pohranjivanja paketa. Posljedica je manja složenost prospojnika koja je proporcionalna s veličinom prospojnika  $N$ , a ne s  $N^2$  ili  $MdN$  kao kod ostalih prospojnika. Ovakva je arhitektura postignuta korištenjem novog spremnika (Slika 5.2).



Slika 5.2 Paketski prospojnik u ulaznim pohranjivanjem

Prospojnik se sastoji od dva bloka:

1. zakazivanja paketa (*packet scheduling*), i
2. usmjeravanja paketa.

Slično kao i u *Frontiernet* prospojniku, paketi se usmjeravaju pomoću AWGM i skupa od  $N$  ugodivih pretvornika valnih duljina. Samo će jedan paket biti usmjeren na izlaz AWGM iz bloka usmjeravanja. Sukob paketa spriječen je zakazivanjem paketa tako da je svakom paketu pridruženo minimalno kašnjenje koje ovisi o dva uvjeta u bilo kojem vremenskom intervalu:

1. na isti izlaz ne smije biti adresirano u bloku usmjeravanja više od jednog paketa,
2. samo se jedan paket može pojaviti na ulazu bloka.

Dio za zakazivanje paketa sadrži  $N$  pretvornika valnih duljina i optički spremnik koji se sastoji od para AWGM povezanih skupom linija za kašnjenje čije duljine variraju od 0 do  $(K-1)T$ . Prema principu usmjeravanja AWGM paket ulazi u spremnik na  $i$ -tom ulaznom portu i odlazi na  $i$ -tom izlaznom portu uz odgovarajuće zakašnjenje određeno valnom duljinom. U krajnjem slučaju maksimalno  $N$  paketa sa svih ulaza može simultano pristupiti bilo kojoj liniji za kašnjenje bez sukoba. Zbog toga je ovaj spremnik jednak sustavu  $N$  spremnika s jednim ulazom i izlazom koji dijele isti skup linija za kašnjenje preko valnog multipleksiranja. S obzirom da se ne koriste sprežnici ili prostorni prospojnici nema velikih gubitaka snage, odnosno gubitak nije ovisan o veličini prospojnika. Simulacijom se pokazuje da je ovakav prospojnik jednako dobar u pogledu odnosa kašnjenja i propusnosti kao i prospojnici s izlaznim pohranjivanjem, a odlikuje ga i mala vjerojatnost gubitka paketa (skup od 35 linija za kašnjenje osiguravaju vjerojatnost gubitka paketa manju od  $10^{-7}$  pri prometnom opterećenju od 80 % [38]).

### 5.1.2 **Broadcast-and-Select** paketski prospojnik

Ovaj je pristup široko zastupljen u fotoničkim mrežama (projekt KEOPS, dio 3.4.2). Svi podaci s ulaza multipleksiraju se u zvjezdastom sprežniku i šalju svim primateljima. Svaki primatelj bira željene pakete. U ovom pristupu može se primijeniti vremensko ili valno multipleksiranje.

Standardni *broadcast-and-select* paketski prospojnik temelji se na pasivnom  $1/(NM)$  dijeljenju  $N$  ulaznih WDM signala, od kojih svaki nosi  $M$  valnih duljina. Aktivan odabir u prostornoj (WDM signal) i frekvencijskoj domeni (valna duljina) zahtjeva se za svaki izlaz [39]. Takvo dijeljenje signala korištenjem DFA i SOA vrata unosi

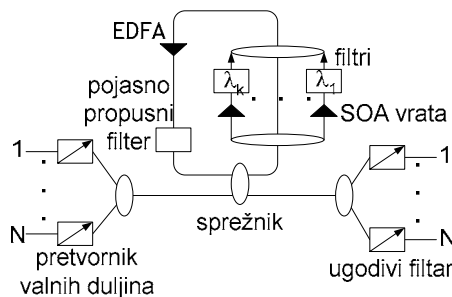
ASE (*Amplifier Spontaneous Emission*) degradaciju odnosa signal-šum. Ukupan broj SOA vrata je  $M^2N + MN^2$ .

Implementacija ovakvog rješenja u obliku pločice  $460 \times 366 \text{ mm}^2$  koja sadrži 4 modula opisana je u [40]. Svaki modul ima mogućnost 128:8 prostornog prospajanja korištenjem 32 4:1 vrata, te je kompatibilan sa  $16 \times 16$  prostornim prospojnikom s  $M=16$ . Propusnost takvog prospojnika iznosi 2.56 Tbit/s ( $64 \times 40$  Gbit/s kanala). Uspješno je demonstriran rad ovakvog prospojnika s 50 ns zaštitnih vremena između paketa i vremenom prospajanja oko 10 ns. Degradacija snage unesena samim prospajanjem je neznatna. Degradacija snage iznosila je manje od 1dB, a osjetljivost prijemnika bila je oko -17.5 dBm ( $\text{BER}=10^{-10}$ ). Prospojnik zahtijeva veliki broj komponenti (8192 SOA vrata u ovoj izvedbi), te veliku potrošnju energije (u svakom trenutku 512 SOA vrata je u propusnom stanju, a koristi se i 16 EDFA).

Prijenos puno WDM kanala u SOA može uzrokovati značajnu degradaciju zbog *cross gain* modulacije (*XGM – Cross-Gain Modulation*), no *Gain-Clamped SOA* (GC-SOA) minimiziraju preslušavanje. Kako SOA općenito nisu transparentna s obzirom na brzinu prijenosa, brzine od 40 Gbit/s zahtijevale bi promjenu ovakvog prospojnika.

### **Prospojnik s cirkulirajućom petljom**

Jednostavan *broadcast-and-select* optički prospojnik može se konstruirati i korištenjem spremnika s recirkulirajućom petljom (*fiber loop memory switch*) kojoj mogu pristupiti različite valne duljine (Slika 5.3). Ovaj je prospojnik korišten u ATMOS projektu. Prospojnik se sastoji od  $N$  ugodivih valnih pretvornika na svakom ulazu, spremnika i  $N$  ugodivih filtera na svakom izlazu. Spremnik dijele svi paketi sa svih ulaza. Svakom se paketu dodjeljuje jedinstvena valna duljina (koja nije korištena u spremniku) prije ulaza u spremnik. Svi se paketi u spremniku šalju na sve izlaze. Ugodivi filtri na svakom izlazu odabiru pakete podešavanjem valne duljine. Odabrani se paketi brišu iz spremnika zatvaranjem odgovarajućih vrata smještenih u spremniku. Elektronički upravljač upravlja s  $N$  repova paketa koji odgovaraju svakom izlazu iz prospojnika. Kapacitet ovog prospojnika ograničen je rasponom podešavanja ugodivih lasera i filtera, te propusnim pojasom EDFA. Rješenje je u korištenju više spremnika s kombinacijom optičkih prostornih prospojnika.



Slika 5.3 Prospojnik s recirkulirajućom petljom

## **5.1.3 Optički paketski prospojnik s prostornim prospajanjem**

### **Staggering prospojnik**

*Staggering* prospojnik koristi prostorne prospojnike za usmjeravanje i pohranjivanje (Slika 5.4).

Ovo se rješenje sastoji od dva neblokirajuća prostorna prospojnika povezanih skupom optičkih linija za kašnjenje različitih vremena kašnjenja. Prvi  $N \times M$  prostorni prospojnik osigurava paketima pristup linijama za kašnjenje tako da u jednom vremenskom odsječku ne može više od jednog paketa s istim odredišnim portom doći do drugog prostornog prospojnika. Na taj su način riješeni sukobi paketa. Drugi prostorni prospojnik usmjerava pakete prema željenim odredištima. Linije za kašnjenje mogu se organizirati i u recirkulirajuću konfiguraciju (Slika 5.6).

Nedostatak je ovih arhitektura činjenica da paketi koji dolaze na isti ulaz, prospojnik mogu napustiti na isti izlaz ali promijenjenim redoslijedom.

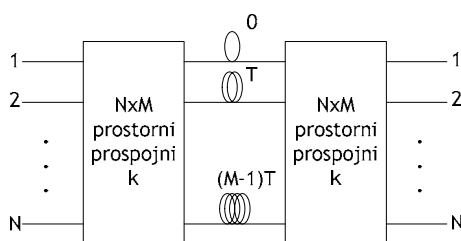
### Optički prostorni prospojnik s izlaznim pohranjivanjem

Drugo rješenje sadrži  $N \times N$  neblokirajući prostorni prospojnik koji ima mogućnost *broadcasta* (Slika 5.7). Paketi se pohranjuju u spremniku osjetljivom na valne duljine u sprezi s  $N$  ugodivih valnih pretvornika.

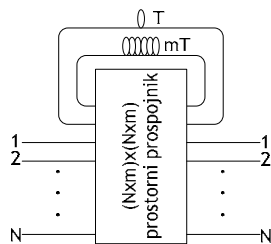
Može doći do sukoba paketa koji imaju isti odredišni port a nalaze se u istom vremenskom odsječku. Sukob se razrješava pretvorbom valnih duljina i pohranjivanjem na osnovi valnih duljina. U svakom se vremenskom odsječku paketi s istim odredišnim portom pretvaraju na različite valne duljine prije no što su usmjereni na željeni izlaz u prostornom prospojniku. Kako paketi imaju različite valne duljine (dodijeljene pretvornicima valnih duljina na ulazu) imati će i različita kašnjenja zbog spremnika osjetljivog na valne duljine. Zbog toga će se samo jedan paket pojaviti na izlaznom portu prospojnika u jednom vremenskom odsječku. Nedostatak ovog rješenja je prostorni prospojnik, odnosno znatno povećanje broja čvorova prospojnika (SOA) kako se dimenzije povećavaju.

### Optički prostorni prospojnici bez optičke memorije

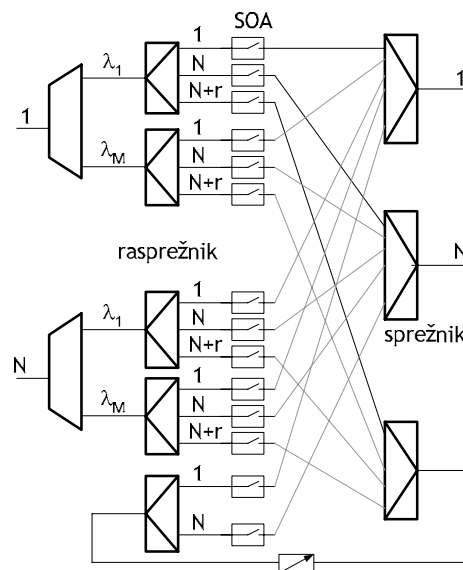
Kako bi se smanjila potreba za velikim spremnicima mnoga rješenja koriste mehanizam otklonskog usmjeravanja gdje se u slučaju sukoba jedan paket usmjerava na zahtijevani izlazni port, a drugi na nekoristene portove (Slika 5.5).



Slika 5.4 Staggering prospojnik



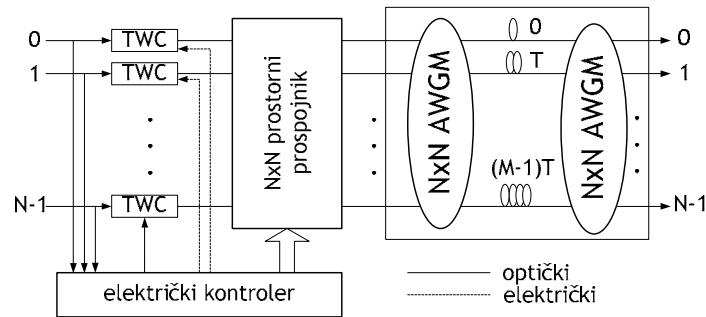
Slika 5.6 Paketski prospojnik s dijeljenom memorijom



Slika 5.5 Prostorni prospojnik bez spremnika



Drugi način rješavanja zagušenja mogu biti ugodivi pretvornici valnih duljina. Broj pretvornika može biti manji od broja valnih duljina zbog mogućnosti dijeljenja. Dolazni se paketi demultipleksiraju i dijele na vlakna koja su povezana na optička vrata. Jedna od vrata postavljena su u propusno stanje, te se paketi usmjeravaju na izlazni port izravno ili preko pretvornika valnih duljina. Paketi koji dolaze na izlazni port sprežu se i šalju na izlazno vlakno. U ovom modelu svaki ulaz i izlaz mogu istovremeno sadržavati  $N$  paketa.

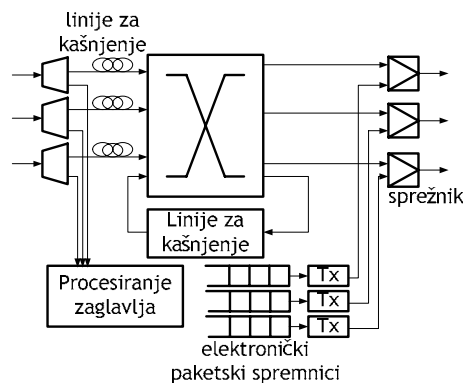


Slika 5.7 Prospojnik s izlaznim pohranjivanjem i spremnikom osjetljivim na valne duljine

#### 5.1.4 Prospojnici u sinkronim mrežama

##### **Photonic Slot Routing**

WDM mreža nudi pretvorbu valnih duljina kao jednu dimenziju usmjeravanja, no njezino korištenje zahtjeva brzu kontrolu i uređaje osjetljive na valne duljine što znatno povećava cijenu mreže. Usmjeravanje fotoničkih vremenskih odsječaka (PSR - *Photonic Slot Routing*) [41] rješenje je koje koristi WDM (koji već postoji u mreži kao metoda povećanja kapaciteta) i time smanjuje složenost i cijenu čvora te povećava skalabilnost mreže. Paketi koji se odašilju u istom vremenskom odsječku (*slot*) prospajaju se zajedno. Prospojni čvor promatra svaki vremenski odsječak promatra kao cjelinu bez mogućnosti pristupa ili prospajanja pojedinačnih paketa. U svakom se čvoru svi paketi s istim odredištem odašilju na raspoloživim valnim duljinama u odsječcima namijenjenim tom odredišnom čvoru (Slika 5.8). Neprijedjeljeni se odsječak može pridijeliti odredišnom čvoru prvim pridodanim paketom uz primjenu kontrole ravnopravnosti. Sukob se rješava linijama za kašnjenje.



Slika 5.8 Struktura Photonic Slot Routing prospojnika

### 5.1.5 Usporedba arhitektura

Nijedan od opisanih koncepata ne omogućuje transparentnost s obzirom na brzinu prijenosa. SOA i pretvornici valnih duljina ovisni su o brzini, a propusni pojas AWG mora biti prilagođen brzini prijenosa. Usprkos tom nedostatku SOA zasnovani prospojnici i prospojnici s usmjeravanjem valnih duljina čine se najvjerojatnijim rješenjem za OPS komutacijsku matricu. Takva rješenja su ujedno i najbliža ns području prospajanja, jer SOA vrata imaju ns vremena promjene stanja, a vrijeme ugađanja pretvornika valnih duljina također može biti u ns području. Dostizanjem ns područja fokus se s brzine prospajanja pomiče na propusnost i skalabilnost, jer kraća vremena prospajanja malo pridonose smanjivanju zaglavlja optičkog paketa.

Neki od opisanih tipova prospojnika mogu istodobno prospajati samo jedan paket s jednog ulaza. Takvi se prospojnici moraju modificirati prije primjene u WDM mrežama. Performanse takvih prospojnika bitno su manje od performansi WDM prospojnika koji istodobno prospajaju 80, 100 i više DWDM kanala.

Jedan od prospojnika koji se može koristiti u WDM mreži je WASPNET prospojnik koji se sastoji od  $N$  jednakih jednokanalnih prospojnika. Takva arhitektura rezultira velikim brojem potrebnih komponenti. Prostorno zasnovan prospojnik bez spremnika također se može koristiti u WDM mrežama. Ugodivi pretvornici valnih duljina mogu se zamijeniti spremnicima. U ovu skupinu WDM prilagođenih prospojnika spada i DAVID prospojnik koji istodobno može prospajati više paketa s istog ulaza.

Drugi tip prospojnika prilagođenih WDM mrežama su *photonic slot routing* prospojnici, no oni nisu fleksibilni kao ostali prospojnici u optičkim mrežama jer se kanali ne mogu koristiti zasebno već samo unutar vremenskog odsječka. Oni ipak koriste kapacitet vlakna jednako efikasno kao i ostali prospojnici. Prednost ovog rješenja je mali broj optičkih komponenti (kao u jednokanalnom prospojniku), te jednostavno upravljanje.

U svim opisanim arhitekturama, osim u FLAMINGO i DAVID projektima, veličina paketa je stalna, a mreže su sinkrone. U FLAMINGO projektu vremenski odsječci a time i paketi mogu poprimiti tri različite duljine. U DAVID projektu duljina paketa je potpuno promjenjiva. Prospojnicima u sinkronim mrežama je jednostavnije upravljati, no prospojnici s promjenjivom duljinom paketa bolje prospajaju usnopljeni promet.

Većina optičkih paketskih prospojnika koristi i promjenu valnih duljina i spremnike za rješavanje sukoba. Većina predloženih prospojnika ima stalnu duljinu paketa i predviđeni su za rad u sinkronim mrežama. Neki od pristupa koriste i promjenjivu duljinu paketa, no sinkrona rješenja, posebice *photonic slot routing* prospojnici, imaju veću vjerojatnost primjene u skorijoj budućnosti zbog manje složenosti.

## 5.2 Modeli čvorova mreže

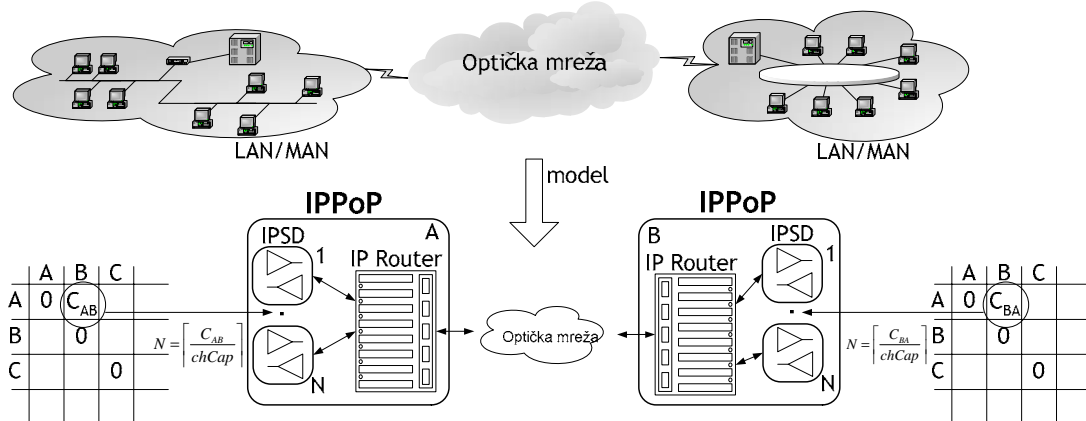
Modeli čvorova mreže razvijeni su korištenjem objektno orijentirane paradigme programskog pomagala *Cosmos* [42]. Kako je cilj bio dimenzioniranje i analiza performansi optičke paketske mreže bilo je potrebno razviti čvorove koji podržavaju funkcionalnost optičke komutacije paketa, kao i čvorove koji implementiraju funkcionalnost viših slojeva (primarno IP) tako čineći tako okolinu optičke mreže. Stoga su razvijena dva osnovna tipa čvora – IPPoP čvor (*IP Point of Presence*) [44] te WDMPoP čvor (*WDM Point of Presence*). Oni predstavljaju generičke točke u

kojima je implementirana funkcionalnost optičke transmisijske mreže (WDMPoP), odnosno IP mreže (IPPoP).

### 5.2.1 IPPoP

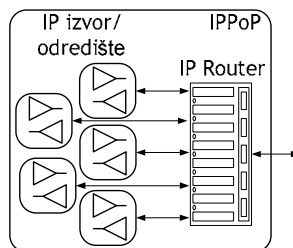
IPPoP čvorovi implementiraju osnovnu funkcionalnost IP mreže potrebnu za analizu performansi optičke mreže. To se prije svega odnosi na početno definiranje prometnih zahtjeva između IP entiteta koji zatim određuju dimenzioniranje optičke mreže, te na funkcionalnost izvorišta podataka za optičku mrežu u fazi simulacijskog utvrđivanja performansi optičke mreže. Prilikom modeliranja IPPoP čvora nije bilo potrebno ulaziti u detalje implementacije IP protokola i funkcionalnosti elektroničkih uređaja IP sloja (primarno IP usmjeritelja), no model ostavlja dovoljno mogućnosti za daljnja proširenja.

IP entiteti koje modeliraju IPPoP čvorovi zamišljeni su kao klijenti optičke mreže koji međusobno komuniciraju. U ovom su radu ti klijenti određeni kapacitetom koji zahtijevaju od optičke mreže. Općenito IP klijent može biti jedno računalo ili čitava mreža lokalnih mreža (npr. neko metropolitansko područje). Upravo je zanimljiv ovaj drugi slučaj kada IPPoP čvor predstavlja niz umreženih računala koji šalju podatke nekoj drugoj udaljenoj mreži koristeći optičku mrežu, jer se jednim čvorom nastoji nadomjestiti čitav grad u nekoj referentnoj topologiji [45]. Slika 5.9 prikazuje takav slučaj u kojem IPPoP čvor nadomješta LAN/MAN. Dimenzioniranje IPPoP čvora određeno je komunikacijom takve IP mreže (oznaka A) sa svim ostalim IP mrežama uključenim u simulaciju (oznaka B).



Slika 5.9 Funkcionalnost IPPoP čvora u mreži

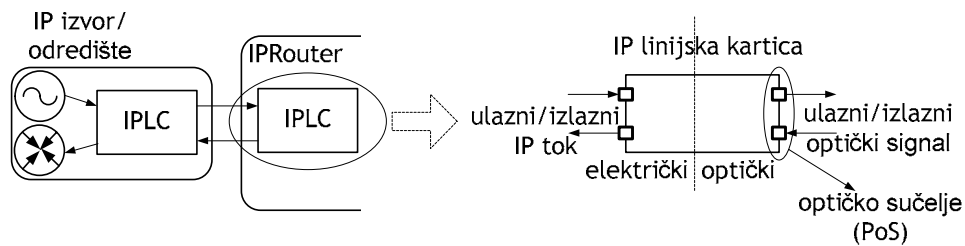
Slika 5.10 objašnjava građu čvora. Svaki se čvor sastoji od niza IP izvora/odredišta i jednog ili više IP usmjeritelja (IP router). Svaki izvor/odredište modul predstavlja jednu komunikaciju između promatranog IP entiteta i nekog udaljenog entiteta. IP usmjeritelj povezuje te module s optičkom mrežom.



Slika 5.10 Građa IPPoP čvora

Komunikacija izvor/odredišta s usmjeriteljem implementirana je linijskim karticama (Slika 5.10). To čini osnovu za detaljnije modeliranje usmjeritelja dodavanjem prosojne matrice (*back plane*), implementacijom mehanizma usmjeravanja (*forwarding engine*) i toka podataka kroz usmjeritelj. U ovoj implementaciji usmjeritelj samo služi kao pasivna veza između izvor/odredišta i WDMPoP čvora odnosno optičke mreže (Slika 5.10).

Slika 5.11 prikazuje detaljnije modeliranje same linijske kartice. Ona predstavlja električno-optičko sučelje koje pretvara električki (IP) signal u optički signal. Veza izvor/odredišta s usmjeriteljem ostvarena je optičkim vlaknom zanemarive duljine koje ne sudjeluje u modeliranju performansi.



Slika 5.11 Modeliranje linijske kartice

Broj linijskih kartica s PoS sučeljima jednak je broju izvor/odredišta. Broj izvor/odredišta određuje se prema prometnim zahtjevima i kapacitetu PoS (*Packet over Sonet/SDH*) sučelja. Broj izvor/odredišta u IPPoP čvoru  $a$  koji opisuju komunikaciju prema IPPoP čvoru  $b$  pod pretpostavkom simetričnih zahtjeva jednak je

$$N_{SD}(a, b) = \left\lceil \frac{T(a, b)}{C_{PoS}} \right\rceil, \quad (5.1)$$

pri čemu je  $T(a, b)$  kapacitet prometnih zahtjeva između IPPoP čvorova  $a$  i  $b$ , a  $C_{PoS}$  kapacitet PoS sučelja. Slijedi broj PoS linijskih kartica  $N_{PoS}$  u čvoru  $a$ :

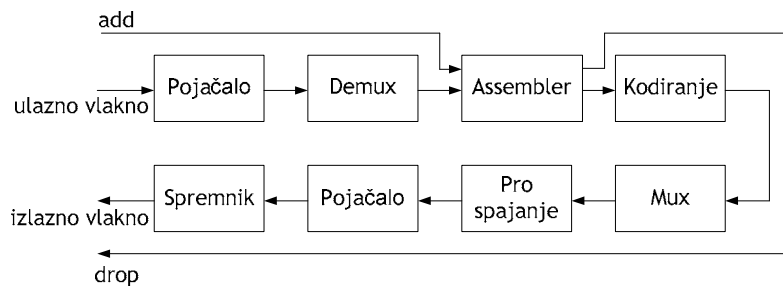
$$N_{PoS}(a) = \sum_{0 \leq j < n, j \neq a} N_{SD}(a, j), \quad (5.2)$$

gdje je  $n$  broj IPPoP čvorova.

Broj usmjeritelja može biti određen brojem izvor/odredišta i brojem linijskih kartica koje se mogu umetnuti u svaki usmjeritelj (broj *slotova*). Na taj se način stvara podloga za proračun cijene neke logičke topologije kako je provedeno u [44] i [46].

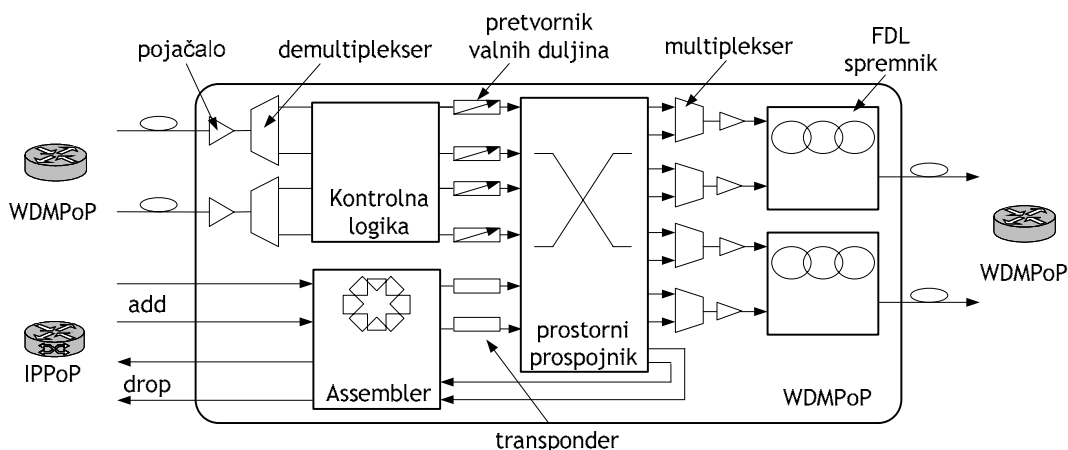
## 5.2.2 WDMPoP

WDMPoP čvor implementira funkcionalnost čvora optičke mreže. Prije svega to se odnosi na funkcionalnost optičkog prospajanja paketa. Slika 5.12 shematski prikazuje funkcionalnost WDMPoP čvora. Ulaznu komunikaciju može činiti WDM multipleksirani tok iz optičke mreže (drugog WDMPoP čvora) ili prijenos u temeljnom području od IPPoP čvora (*add* ulaz). Ulazni se tokovi demultipleksiraju ukoliko je potrebno i prospajaju na odgovarajuće izlaze. Dio koji se odnosi na kodiranje uključuje pretvornike valnih duljina koji valnu duljinu ulaznog signala pretvaraju u odgovarajuću valnu duljinu za pohranjivanje (sheme pohranjivanja opisane u 8.1).



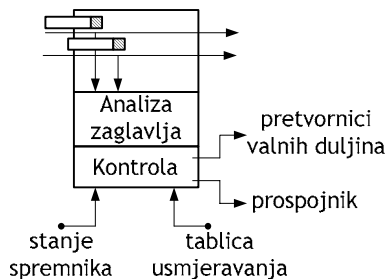
Slika 5.12 Shematski prikaz funkcionalnosti WDMPoP čvora

Slika 5.13 detaljnije opisuje strukturu WDMPoP čvora. Modul asembler (*assembler*) detaljnije je objašnjen u dijelu 4.4.



Slika 5.13 Općenita struktura WDMPoP čvora

Slika 5.14 prikazuje strukturu kontrolnog dijela (logike) koji se nalazi između demultipleksne i prospojne sekcije. Uloga kontrolnog dijela je ekstrakcija i analiza zaglavlja optičkog paketa nakon čega se na temelju matrice usmjeravanja i stanja spremnika postavlja stanje prospojne matrice odabirom izlaza. Slika 4.7 prikazuje konkretnu implementaciju kontrolnog dijela.



Slika 5.14 Struktura kontrolnog dijela

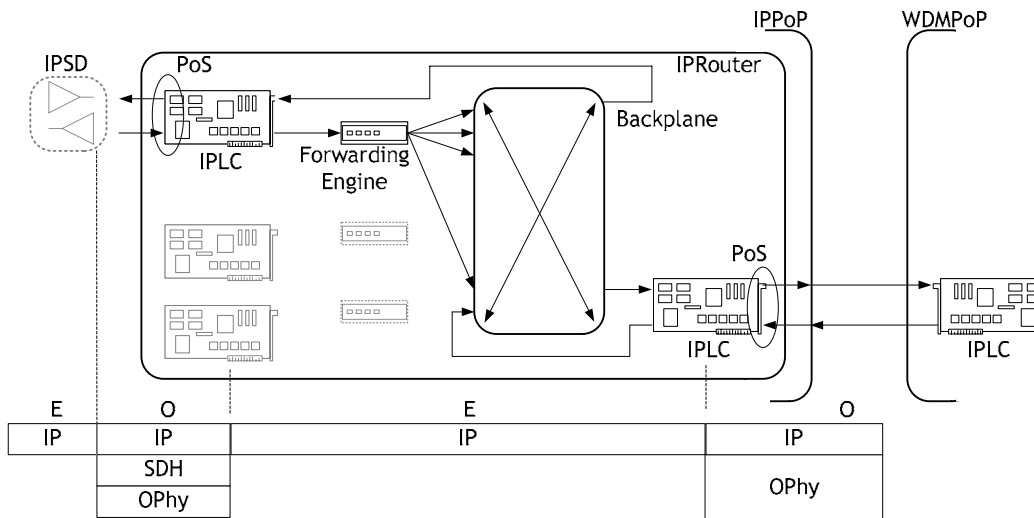
### 5.2.3 Sučelje IPPoP – WDMPoP

Vežu između IPPoP i WDMPoP čvorova čini optičko vlakno koje prenosi podatke korištenjem nekog standardnog protokola drugog sloja kao npr. ATM ili Sonet/SDH. Takvo rješenje danas omogućuje najveću fleksibilnost s obzirom da je većina usmjeritelja opremljena linijskim karticama s takvim sučeljima. Podaci se uokviravaju i šalju u temeljnom pojasu WDMPoP čvoru. Slika 5.15 prikazuje komunikaciju IPPoP i WDMPoP čvorova. Broj linijskih kartica koje povezuju dva čvora ovisi o ukupnom izlaznom odnosno ulaznom prometu (najčešće simetričan

slučaj) te korištenom kapacitetu kanala koji povezuje dva čvora (40 Gbit/s u proračunima). Broj linijskih kartica s PoS sučeljima prema WDMPoP čvoru u IPPoP čvoru  $a$  pod pretpostavkom simetričnog prometa iznosi

$$N_{PoSW}(a) = \left\lceil \frac{\sum_{i=a, 0 \leq j < n} T(i, j)}{C_{PoSW}} \right\rceil, \quad (5.3)$$

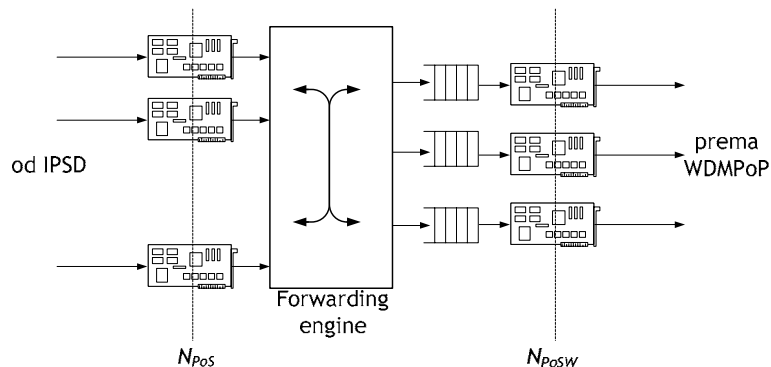
pri čemu je  $T(i, j)$  kapacitet komunikacije između IPPoP čvorova  $i$  i  $j$ , a  $C_{PoSW}$  kapacitet sučelja linijske kartice (kanala između IPPoP i WDMPoP čvora).



Slika 5.15 Komunikacija IPPoP i WDMPoP čvorova

Model pretpostavlja da se sve linijske kartice dodaju u usmjeritelj. Broj linijskih kartica s PoS sučeljima koje povezuju usmjeritelj s izvor/odredištima jednak je broju izvor/odredišta. Općenito kapacitet njihovog sučelja ne mora biti jednak kapacitetu kartica s PoS sučeljima koje povezuju IPPoP i WDMPoP pa tako i brojevi  $N_{PoS}$  i  $N_{PoSW}$  ne moraju biti jednaki. Jedinica za usmjeravanje (*forwarding engine*) stoga usmjerava dolazni promet s električnih sučelja PoS kartica s izvor/odredišta na električna sučelja PoS kartica prema WDMPoP-u. Radi se najčešće o agregaciji prometa jer je  $N_{PoS} > N_{PoSW}$  zbog većih kapaciteta u vezama s transmisijskom mrežom nego u vezama s lokalnim izvorima u pristupnoj mreži.

Slika 5.16 prikazuje međusobnu povezanost spomenutih modula u modelu.

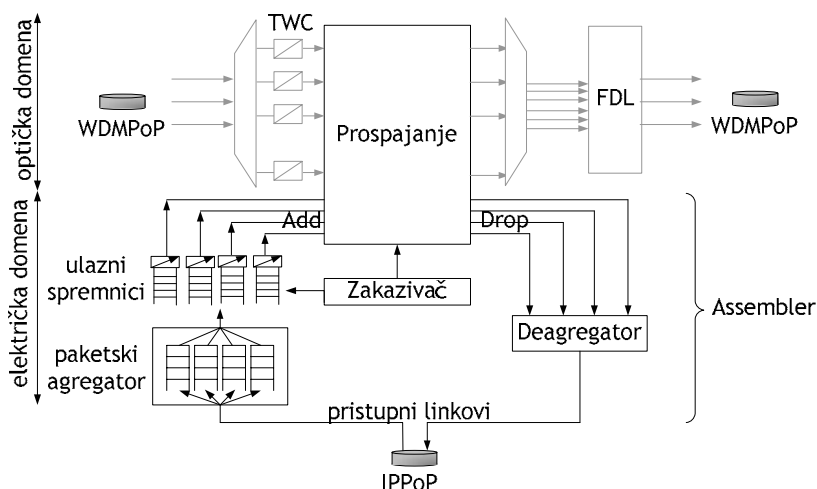


Slika 5.16 Agregacija prometa na izlasku iz usmjeritelja

Pristigli paket s PoS kartice dolazi do jedinice za usmjeravanje koja provjerava stanja spremnika PoSW kartica te odabire onaj s najmanjom popunjenošću. Radi se o jednostavnim električkim FIFO spremnicima. Paket se usmjerava prema spremniku s najkraćim repom i pritom dolazi do uravnoteživanja opterećenja (*load balancing*) u pristupu. Na taj se način ujedno osigurava da kapacitet ulaznog prometa po PoSW kartici ne premaši kapacitet PoSW sučelja. Suprotna komunikacija u kojoj paketi pristižu na odredište nije analizirana jer ovakvo osiguranje nepreklapanja dolaznih paketa u odredište nije potrebno u modeliranju komunikacije.

Dolaskom paketa s PoSW sučelja (klijentsko sučelje) na PoSW sučelje WDMPoP čvora dolazi do problema stvaranja optičkog paketa. Ti su paketi najčešće veći od ulaznih IP datagrama, te je potreban neki mehanizam agregacije. Optički paketski prospojnik općenito provodi dvije vrste prospajanja – prospajanje paketa koji dolaze iz drugih optičkih prospojnika, te prospajanje paketa koji dolaze lokalno (*add* sučelje). Prilikom prospajanja može doći do zagušenja koje se rješava otklonskim usmjeravanjem ili optičkim memorijama. Alternativno se stupanj agregacije može koristiti za razrješavanje sukoba. Lokalni se paketi prvo pohranjuju u električkim ulaznim spremnicima. Spremnik može biti implementiran i kao dio klijentskog sučelja. Lokalni paketi dolaze do optičkog prospojnika samo kada je tražena izlazna valna duljina slobodna, odnosno ne okupira ju nijedan tranzitni paket. Na ovaj se način izbjegava primjena optičke memorije, ali i zadržava optička transparentnost s obzirom da nema OEO pretvorbe nakon stvaranja optičkog paketa koja bi nastala primjenom elektroničkih memorija.

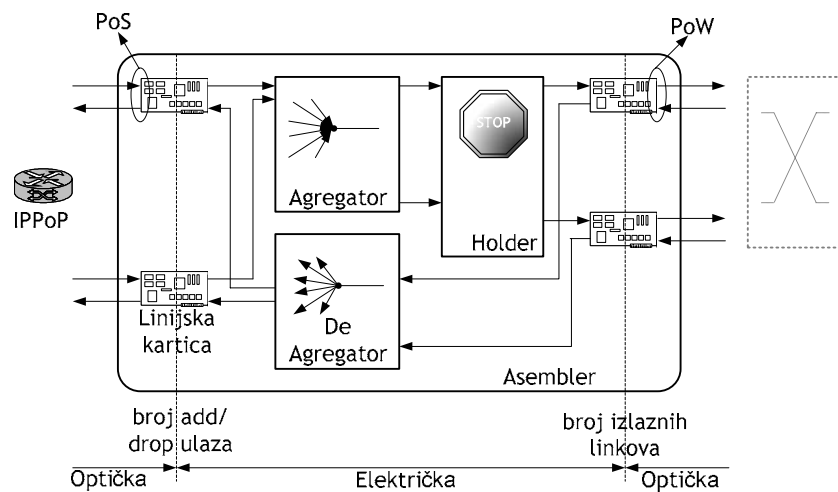
Slika 5.17 prikazuje pojednostavljenu shemu ulaznog agregatora i izlaznog deagregatora. Paketski agregator stvara od klijentskih (IP) paketa veće entitete (agregacijske/optičke pakete) i to po FIFO načelu. Agregator se direktno povezuje s klijentom (najčešće IP usmjeritelj) i sastoji se od niza FIFO podrepova. Svaki podrep pohranjuje pakete s istim odredištem. Ovdje se može voditi računa i o kvaliteti usluge pri čemu se primjenjuje drugačiji mehanizam razdvajanja paketa. Broj paketa koji čine agregirani paket, odnosno izlazak agregiranog paketa iz repa određeno je nekim pragom u broju paketa ili broju bitova. Također se koristi i vremenski prag da bi se spriječilo predugo pohranjivanje paketa. U slučaju isteka tog vremenskog ograničenja izlazni je paket kraći od postavljenog praga.



Slika 5.17 Agregacija paketa u optičke pakete i razrješavanje sukoba primjenom ulaznog agregatora

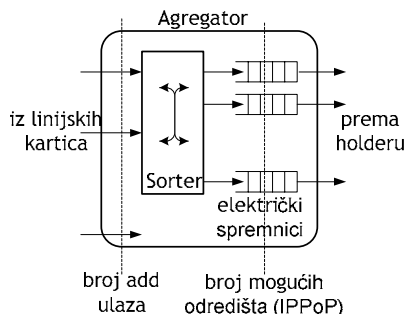
## Asembler

Asembler je modul kojim je modeliran prethodno opisan rubni dio WDMPoP čvora. Sastoji se od linijskih kartica koje modeliraju komunikaciju s IPPoP i WDMPoP čvorovima, te modula agregator (*aggregator*), deagregator (*deaggregator*) i holder (Slika 5.18). Komunikacija s IPPoP čvorovima ostvarena je prethodno opisanim PoS sučeljima (označavanim kao PoSW). Broj PoSW sučelja jednak je broju sučelja u IPPoP čvoru. Kako je komunikacija s drugim WDMPoP čvorovima ostvarena preko prijenosa optičkih paketa bez protokola drugog sloja osim jednostavnog protokola uokvirivanja (*framing protocol*) kartice koje ostvaruju komunikaciju assembler modula s ostalim dijelom WDMPoP čvora više nemaju PoS sučelja. Nova sučelja nazvana su PoW (*Packet over Wavelength*) sučelja i u osnovi implementiraju komunikaciju optičkim paketima. Asembler stoga predstavlja sučelje između komunikacije optičkim kanalima (PoS) i optičkim paketima (PoW).

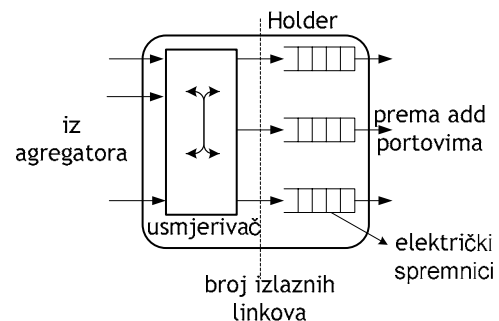


Slika 5.18 Struktura assembler modula

U agregator modulu dolazi do formiranja podataka koji se prenose optičkim paketima. U osnovi se radi o agregaciji podataka koji pristižu IP paketima u električkoj domeni. Radi se sortiranje ulaznih podataka prema odredištu (IPPoP) pohranjivanjem podataka u odgovarajuće FIFO spremnike u električkoj domeni (Slika 5.19). Kada je skupljeno dovoljno podataka za formiranje paketa ili je dostignut neki vremenski prag podaci se šalju prema holder modulu. Utjecaj duljine optičkog paketa na performanse mreže analiziran je u dijelu 4.



Slika 5.19 Struktura agregator modula



Slika 5.20 Struktura holder modula

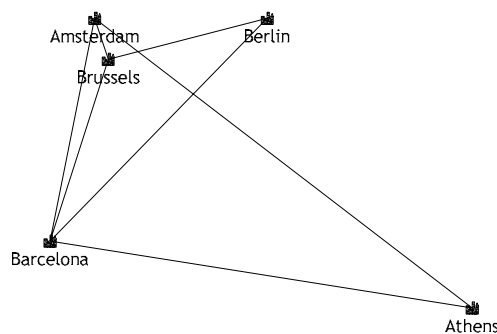
Agregirani podaci nakon izlaska iz podrepa agregator modula ulaze u ulazni prijenosni spremnik (također uređen kao FIFO rep) holder modula (Slika 5.20) koji je povezan s određenim ulazom prospojnika (*add* port). Usmjerivač na ulazu u holder



modul usmjerava ulazne podatke na jedan od izlaznih spremnika ovisno o prvom WDMPoP modulu prema kojem se usmjeravaju, odnosno linku kojeg koriste.

Zakazivač (*scheduler*) prati stanja izlaznih valnih duljina. U svim slučajevima gdje je izlazna valna duljina slobodna, a pridijeljeni ulazni FIFO rep nije prazan zakazivač daje uputu predajniku za slanje agregiranog paketa na optički prospojnik. Optičke su linije za kašnjenje na ovaj način rezervirane samo za razrješavanje sukoba tranzitnih paketa. Na taj se način i ovaj problem rješava u optičkoj domeni bez pretvorbi valnih duljina.

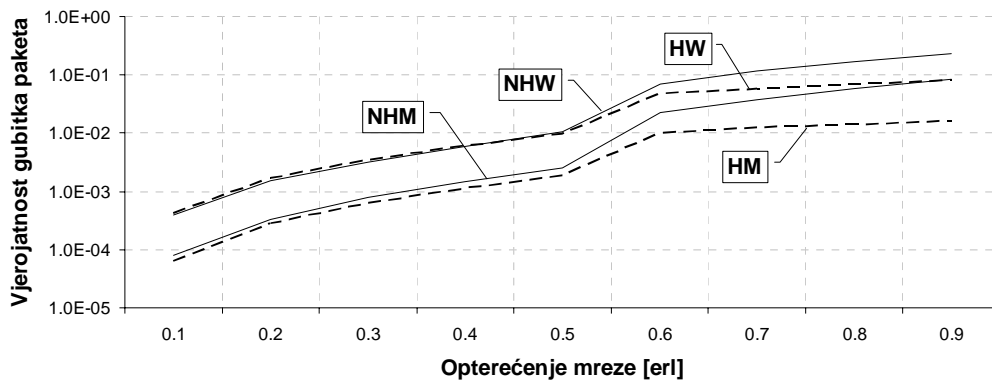
Utjecaj modula holder na vjerojatnost gubitka paketa promatrana je na jednostavnoj topologiji s 5 europskih gradova i prometom generiranim PD modelom i skaliranim tako da maksimalno opterećenje odgovara opterećenju mreže (6.3.2). Cilj je bio utvrditi utjecaj holder modula na performanse mreže uključujući vjerojatnost gubitka paketa i kašnjenje zbog pohranjivanja.



Slika 5.21 Promatrana mreža

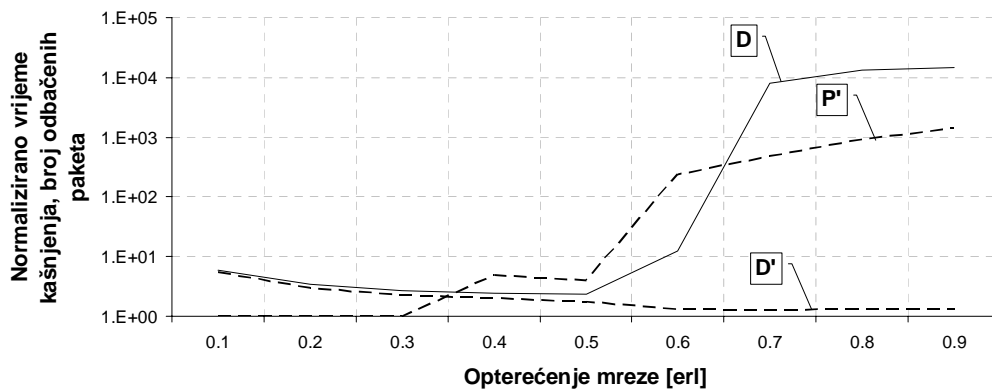
Slika 5.22 prikazuje ovisnost vjerojatnosti gubitka paketa ovisno o opterećenju mreže. Prikazani su rezultati za slučaj s holder modulom i bez holder modula. U ovom se slučaju radilo o holderu s beskonačnim spremnicima i vremenskim pragom odbacivanja jednakim  $10^3$  prosječnih duljina optičkih paketa. Vremenski prag jednak je maksimalnom vremenu pohranjivanja paketa u spremniku nakon čega se paket odbacuje.

Rezultati uključuju najveću (najgoru) vjerojatnost gubitka među svim zahtjevima mreže (6.3.1, oznake *HW* za slučaj s holderom i *NHW* za slučaj bez holdera), te srednju vrijednost vjerojatnosti gubitka među svim promatranim zahtjevima (oznake *HM* za slučaj s holderom i *NHM* za slučaj bez holdera). Vidljivo je da je vjerojatnost gubitka gotovo ista na nižim opterećenjima mreže (opterećenje mreže jednako je opterećenju najopterećenijeg linka) i počinje se značajnije razlikovati iznad 0.5 erl opterećenja. Porast vjerojatnosti gubitka kod arhitektura bez holdera linearan je, dok je u slučaju s uporabom holdera taj porast blaži, odnosno nezamjetan pri opterećenjima iznad 0.6 erl. To je posljedica pohranjivanja paketa u spremnicima koji ne propuštaju pakete dok nije slobodan ulaz prospojnika. Kako je pri visokim opterećenjima vjerojatnost slobodnog ulaza mala, ulazni spremnici pohranjuju gotovo čitav ulazni promet ne propuštajući ga u mrežu.



Slika 5.22 Ovisnost vjerojatnosti gubitka paketa o opterećenju mreže

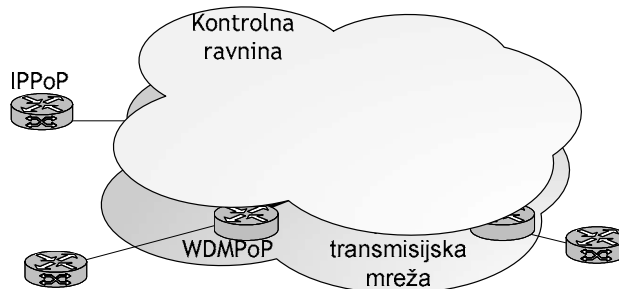
Slika 5.23 prikazuje ovisnost normaliziranog vremena kašnjenja u slučaju holdera bez vremenskog praga odbacivanja (oznaka  $D$  za vrijeme kašnjenja), te holder s vremenskim pragom jednakim  $10^3$  prosječnih duljina optičkih paketa (oznaka  $D'$  za vrijeme kašnjenja, te  $P'$  za broj odbačenih paketa zbog dostizanja vremenskog praga). Vidljivo je da s opterećenjem mreže u idealnom slučaju kašnjenje raste zbog sve dužeg repa čekanja. U slučaju s vremenskim pragom kašnjenje se blago smanjuje s opterećenjem mreže jer dolazi do sve većeg odbacivanja paketa.



Slika 5.23 Ovisnost vremena kašnjenja paketa i broja izgubljenih paketa o opterećenju mreže

## 6 Arhitektura mreže

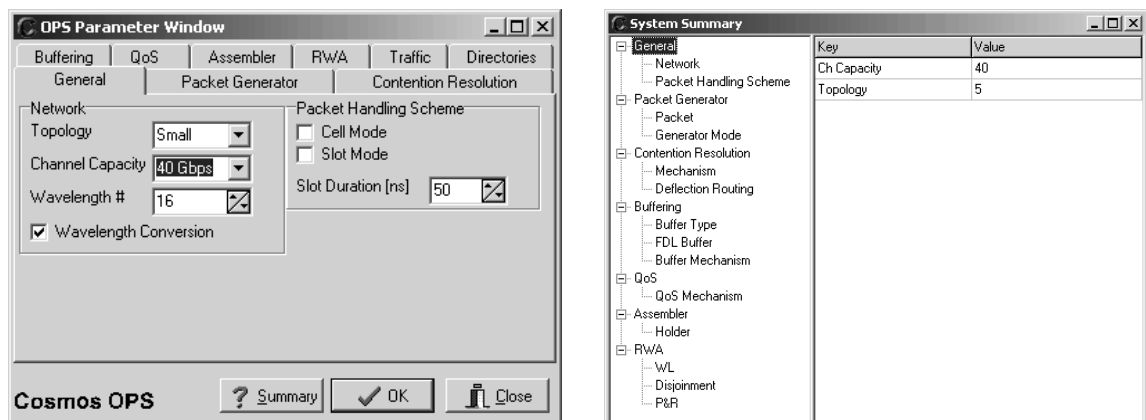
Slika 6.1 prikazuje konceptualni model optičke transmisijske mreže. Mreža se sastoji od IPPoP i WDMPoP čvorova upravljanijh kontrolnom ravninom. Svaki od WDMPoP čvorova ujedno služi kao rubni i jezgri čvor prateći trend širenja granica optičke mreže do korisnika (IPPoP).



Slika 6.1 Konceptualni model optičke transmisijske mreže

Jedno od ključnih pitanja optičke komutacije paketa na mrežnoj razini je shema komunikacije, odnosno duljina paketa (stalna ili promjenjiva), te sinkrona ili asinkrona komunikacija. Osim odabira komunikacijske sheme bitno je odrediti proceduru dimenzioniranja koja će podržati zadana prometna opterećenja uz ograničenja kao što su najveća dopuštena vjerojatnost gubitka paketa. U ovom je dijelu također dan i pregled testnih topologija preuzetih iz COST 266 projekta.

Implementirana aplikacija sadrži mogućnost postavljanja vrijednosti većine parametara (Slika 6.2) vezanih općenito uz dimenzioniranje mreže (unaprijed definirana topologija, kapacitet kanala, broj valnih duljina, promjena valnih duljina) te komunikacijske sheme (sinkronizacija, duljina paketa). Na desnoj slici prikazan je popis svih grupa parametara.



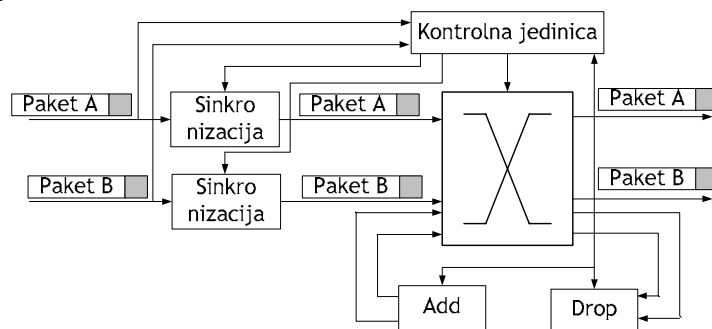
Slika 6.2 Osnovni parametri mreže

### 6.1 Sinkronizacija optičke paketske mreže

Optičke paketske mreže mogu općenito biti podijeljene u dvije kategorije:

- sinkrone (*slotted*), i
- asinkrone (*unslotted*) mreže.

Optički paketi mogu dolaziti u različitim vremenskim trenucima na ulazne portove optičkih prospojnika koji čine mrežu. Kako se stanje prospoynih matrica (*switching fabric*) prospoynika može podešavati samo u diskretnim vremenskim trenucima postavlja se pitanje vremenskog usklađivanja svih paketa prije ulaska u prospoynu matricu. Bez obzira na odabrano rješenje mora postojati sinkronizacija na razni bita i brzo obnavljanje takta (*fastclock recovery*) za analizu zaglavlja paketa. U sinkronoj mreži svi paketi imaju jednake duljine i postavljeni su zajedno sa zaglavljem u vremenski okvir stalnog trajanja koje je nešto duže zbog zaštitnog vremena (*guard time*). Sinkrone mreže bile su detaljno proučavane kada je optičko vlakno predloženo kao spremnik u pohrani i prosljedi (*store-and-forward*) metodama rješavanja sukoba. U većini slučajeva optičko pohranjivanje riješeno je linijama za kašnjenje sa stalnim vremenom propagacije koje je višekratnik duljine vremenskog odsječka (*time slot*) mreže. Da bi se postiglo takvo pohranjivanje svi ulazni paketi moraju imati iste duljine i moraju biti u fazi s lokalnim taktom (Slika 6.3).



Slika 6.3 Generički čvor sinkrone mreže

U asinkronim mrežama paketi ne moraju imati jednake duljine i dolaze na prospoynik bez poravnavanja jer se proces usmjeravanja pojedinačnog paketa može odvijati u bilo kojem vremenskom trenutku. U takvim mrežama je vjerojatnost zagušenja veća jer je veći broj slobodnih varijabli (trenutak dolaska, veličina paketa). Opravdanost takvih mreža može ležati u manjoj cijeni, većoj robusnosti i fleksibilnosti. Treba voditi računa o pažljivom dizajnu i odabiru protokola koji mogu ponuditi zadovoljavajuće performanse.

### 6.1.1 Varijacije kašnjenja između čvorova

Vrijeme propagacije paketa kroz vlakno ovisi o duljini vlakna, kromatskoj disperziji i varijaciji temperature što nameće unošenje podesivog kašnjenja u linije između čvorova koje bi kašnjenje pretvorile u cjelobrojni višekratnik vremenskog odsječka mreže. Uporabom WDM tehnologije kromatska disperzija uzrokuje različita kašnjenja paketa koji pripadaju kanalima na različitim valnim duljinama. Uporabom vlakana s kompenzacijom disperzije takva se kašnjenja smanjuju za red veličine. Propagacija paketa varira i s temperaturom s tipičnom ovisnošću  $40 \text{ ps}^\circ\text{C}/\text{km}$  (kašnjenje od 100 ns na 100 km uz varijaciju temperature  $0 - 25 \text{ }^\circ\text{C}$ ). Kako su varijacije spomenutih kašnjenja male tijekom vremena može se koristiti statička kompenzacija (na razini paketa) umjesto dinamičke.

### 6.1.2 Varijacije kašnjenja unutar čvorova

Kašnjenje se u ovom slučaju mijenja ovisno o stanju prospoynne matrice i kontroli sukoba. U sinkronim mrežama koje koriste linije za kašnjenje kao optičke memorije paketi prolaze različite duljine unutar čvorova. Sva razmatranja načinjena za

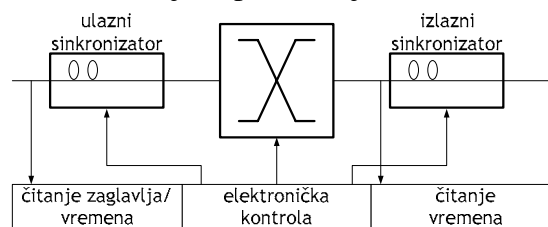
kašnjenja između čvorova vrijede i ovdje. Brzi vremenski pomaci (u usporedbi sa sporom varijacijom kašnjenja između čvorova), uzrokovani disperzijom zbog različitih valnih duljina i različitih duljina putova, variraju između paketa što može zahtijevati brzu izlaznu sinkronizaciju. Ovdje je utjecaj temperature manji i može se kontrolirati unutar čvora.

U optičkoj mreži svaki optički čvor djeluje prema vlastitom taktu podešavanom prema mrežnom sinkronizacijskom signalu koji se odašilje mrežom (Sonet/SDH analogija). Šum oscilatora i termalni efekti optičkih nosioca mogu uzrokovati nepravilnosti u sinkronizirajućem signalu (prema SDH standardu najviše je dozvoljena 1  $\mu$ s odstupanja na 1000 s [43]).

### 6.1.3 Sinkrone optičke paketske mreže

#### Utjecaj formata paketa

Slika 6.4 prikazuje sinkronizacijske stupnjeve unutar čvora. Optički rasprežnik odjeljuje mali dio ulazne snage dolazećeg paketa. Elektronički sklop za prepoznavanje zaglavlja prepoznaje poseban uzorak u nizu ulaznih bitova na početku paketa koji ga priprema na čitanje zaglavlja paketa. Sklop predaje podatak o vremenu ulaznog paketa kontrolnoj jedinici koja priprema sinkronizacijske stupnjeve i prosopjnu matricu. Ulazni sinkronizirajući stupnjevi poravnavaju paket prije ulaska u prosopjnu matricu. Izlazni sinkronizacijski stupnjevi dodatno kompenziraju brze vremenske pomake koji su nastali unutar čvora. Općenito zahtijevana preciznost poravnanja paketa ovisi o formatu paketa (veličina i položaj zaglavlja), podacima koji se prenose i zaštitnom vremenu (*guard time*). Što je duljina paketa veća to i zaštitno vrijeme može biti duže bez značajnog utjecaja na iskoristivost linka. Dulje zaštitno vrijeme znači i blaže zahtjeve poravnanja.



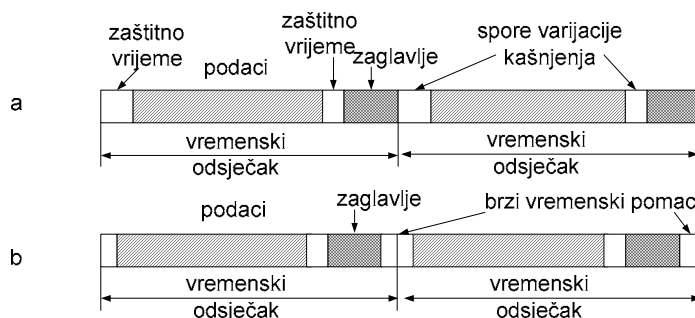
Slika 6.4 Blok dijagram sinkronizacija paketa

S obzirom na položaj podataka, zaglavlja i zaštitnih vremena postoje dva osnovna slučaja (Slika 6.5):

1. *zaglavlje definira početak vremenskog odsječka* - u ovom slučaju, s obzirom na činjenicu da su od interesa samo podaci u zaglavlju, pozicija cijelog paketa može sporo varirati s različitim kašnjenjem propagacije i klizanjem frekvencije lokalnog takta. Zbog toga ne treba voditi računa o vremenskom pomaku prije i poslije podataka u paketu. Zaglavlje je precizno poravnato prema početku vremenskog odsječka, te će uzastopna zaglavlja paketa dolaziti na čvor sa stalnim vremenskim intervalom u odnosu na prošli čvor. U ovom je slučaju elektronička kontrola ulaznog sinkronizatora jednostavna za implementaciju jer je zaglavlje koje je jedino od interesa na početku svakog vremenskog odsječka. Treba voditi računa jedino o sporim varijacijama kašnjenja. Zaglavlje jedino treba biti dobro poravnato s granicom odsječka. Izlazni stupanj sinkronizatora (Slika 6.5a) mora biti brz i mora kompenzirati

pomake zaglavlja i podataka uslijed različitih optičkih putova unutar prospojne matrice što se događa na paketskoj razini.

2. *zaštitno vrijeme postavljeno je između zaglavlja i početka vremenskog odsječka, te između zaglavlja i podataka paketa* - u ovom slučaju paketi koji slijedno dolaze istim linkom mogu imati različite krive pozicije te se brzo poravnanje sata za čitanje zaglavlja mora obavljati pri dolasku svakog paketa. S obzirom da je zaštitno vrijeme između zaglavlja i odsječka dozvoljeno, utvrđivanje početka zaglavlja zahtjeva složeniju elektroniku. Čvor ne može procijeniti točno dolazno vrijeme zaglavlja s obzirom da je jedino dostupan podatak o početku odsječka koje je negdje usred zaštitnog vremena. Brzi izlazni sinkronizacijski stupanj visoke rezolucije postaje opcionalan jer će pomak zaglavlja biti kompenziran elektronikom za prepoznavanje i čitanje zaglavlja u ulaznom sinkronizacijskom stupnju sljedećeg čvora.

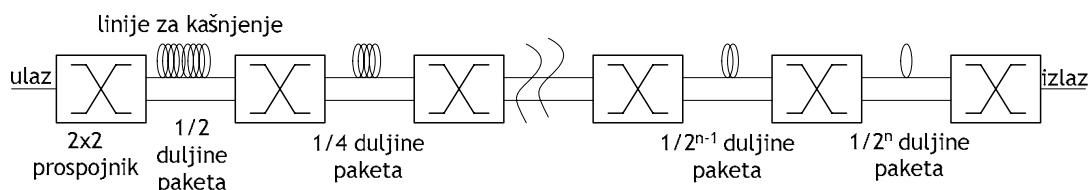


Slika 6.5 Dva moguća formata paketa koji utječu na sheme sinkronizacije

U oba slučaja važno je poravnavanje ulaznih bitova u fazi s lokalnim satom (*packet delineation*) što je preduvjet čitanja zaglavlja, jer neki formati paketa zahtijevaju sinkronizaciju na razini bita koja se obavlja kod svakog paketa. To znači sinkronizaciju zaglavlja s lokalnim taktom unutar nekoliko bitova.

### Sheme sinkronizacije

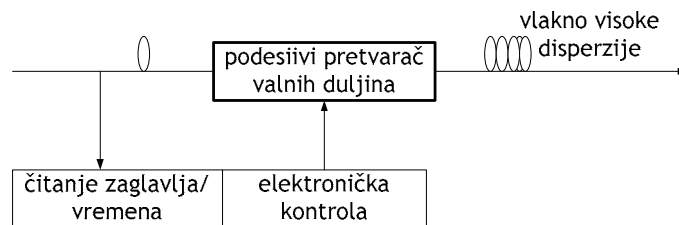
Paketi mogu doći u potpuno različitim fazama s obzirom da u čvor ulaze preko različitih linkova. Slika 6.6 prikazuje tipičan sinkronizacijski stupanj sastavljen od niza prospojnika i linija za kašnjenje kako se pojavljuju i u ulaznom sinkronizacijskom stupnju čvora. Nakon što se prepozna uzorak bita u zaglavlju paketa, a paketi poravnaju u fazi dolazi do identifikacije početnog vremena paketa, a kontrolna jedinica proračunava potrebno kašnjenje i konfigurira odgovarajući put kroz linije za kašnjenje. Duljine linija za kašnjenje uređene su u eksponencijalni niz između  $2 \times 2$  prospojnika, tj. prva je linija jednaka  $\frac{1}{2}$  vremena duljine odsječka, druga  $\frac{1}{4}$  duljine odsječka, itd. Rezolucija ove sheme je  $n/2$  gdje je  $n$  broj linija za kašnjenje. Ovakav oblik sinkronizacije može se koristiti za statičke (spore) i dinamičke (brze) sinkronizacije.



Slika 6.6 Shema ulaznog sinkronizacijskog stupnja čvora

Prilikom inicijalizacije sustava sinkronizacija se postavlja tako da kompenzira varijacije kašnjenja između različitih ulaza i održava takvu konfiguraciju sustava tijekom njegovog rada (statički). Puno brži prospojnici moraju se koristiti za sinkronizaciju po paketu (dinamička), jer se sinkronizacija mora obaviti tijekom zaštitnog vremena. S fizikalnog stajališta ova shema uzrokuje prigušenje i preslušavanja zbog korištenih prospojnika. Njihovo kaskadiranje zahtjeva optička pojačala koja uzrokuju degradaciju u odnosu signal-šum. BER također povećava preslušavanje akumulirano kroz prospojnike. U mrežama s velikim brojem čvorova sinkronizacijski stupnjevi mogu unijeti značajno smanjenje snage što dovodi do degradacije performansi sustava.

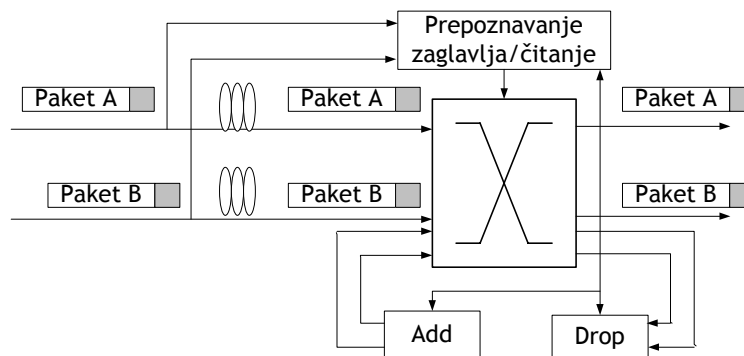
Drugi pristup je sinkronizaciji korištenje ugodivih valnih pretvornika s dijelom vlakna s visokom vrijednošću disperzije (Slika 6.7). Pravilnom se promjenom valne duljine dolaznog paketa može postići željeno kašnjenje s obzirom da brzina propagacije svjetlosti kroz taj dio vlakna ovisi o valnoj duljini paketa. U ovom slučaju postoji konačna rezolucija sinkronizacije jer je karakteristika ugađanja ugodivih valnih pretvornika nekontinuirana (no sastoji se od malih koraka).



Slika 6.7 Sinkronizacija korištenjem podesivog pretvarača valnih duljina i vlakna visoke disperzije

### 6.1.4 Asinkrone optičke paketske mreže

Slika 6.8 prikazuje općenitu građu čvora i ponašanje paketa za asinkrone mreže (nema sinkronizacijskih stupnjeva i poravnanja paketa).



Slika 6.8 Generička struktura čvora asinkrone mreže

Linije za kašnjenje fiksne duljine koriste se samo za pohranu paketa za vrijeme obrade zaglavljaja i konfiguracije prospojne matrice. Kako ne postoji stupanj za poravnanje paketa svi su paketi zakašnjeni za isti vremenski period i zadržavaju relativne pozicije u kojima su bili pri ulasku u čvor. U slučaju zagušenja mora se koristiti mehanizam razrješenja poput pohranjivanja ili pretvorbe valnih duljina.

Asinkrone je mreže jednostavnije projektirati jer ne postoji složeni sinkronizacijski stupnjevi. Propusnost linka je manja nego kod sinkronih mreža uz isto opterećenje jer je vjerojatnost zagušenja veća.

## 6.1.5 Usporedba sinkronih i asinkronih rješenja

Iz prethodnih dijelova je vidljivo da sinkrona i asinkrona rješenja imaju različite prednosti i nedostatke. Tabela 6.1 prikazuje usporedbu sinkronog i asinkronog rješenja i to za slučajeve s varijabilnom ili fiksnom duljinom paketa.

Tabela 6.1 Usporedba sinkronih i asinkronih rješenja

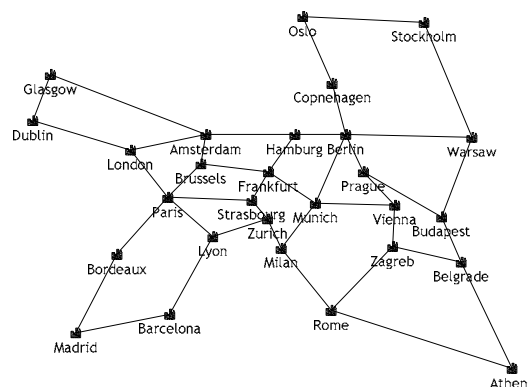
	Asinkroni, varijabilna duljina	Asinkroni, fiksna duljina	Sinkroni, varijabilna duljina	Sinkroni, fiksna duljina
Poravnavanje paketa	Nije potrebno	Nije potrebno	Potrebno	Potrebno
Sinkronizacijski sat	Nije potrebno	Nije potrebno	Potrebno	Potrebno
Zapisivanje duljine paketa	Potrebno	Nije potrebno	Potrebno	Nije potrebno
Fragmentacija	Nije potrebno	Potrebno	Nije potrebno	Potrebno
Zakazivanje paketa	Složeno	Umjereno	Umjereno	Jednostavno
Kontrola prospojne matrice	Složeno	Umjereno	Umjereno	Jednostavno

## 6.2 Mrežne topologije

Mrežne topologije preuzete su iz COST 266 projekta [44]. U njima su mijenjane dvije osnovne dimenzije:

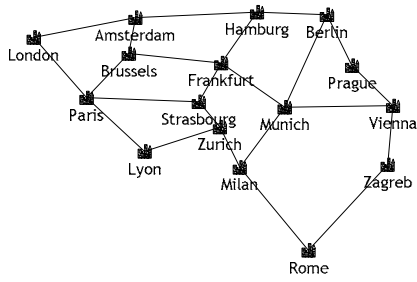
- broj čvorova u mreži, te
- povezanost mreže.

Prema prvoj dimenziji topologije se mogu podijeliti u tri grupe. Jezgrena topologija (Slika 6.10) je topologija s najmanjim brojem čvorova. Osnovna (Slika 6.9), prstenasta (Slika 6.11) i trokutasta (Slika 6.12) topologija imaju jednak broj čvorova, dok velika topologija (Slika 6.13) ima najveći broj čvorova.

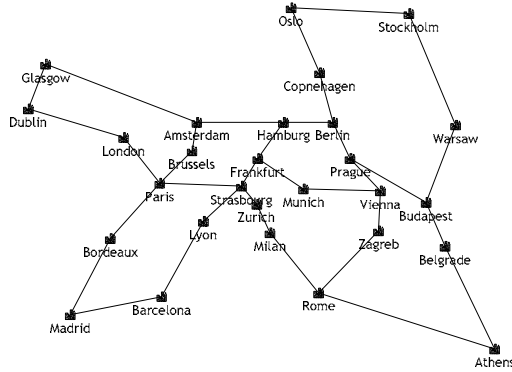


Slika 6.9 Osnovna topologija (Basic Topology, BT)

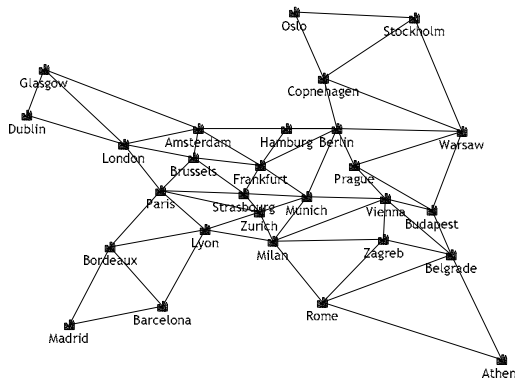




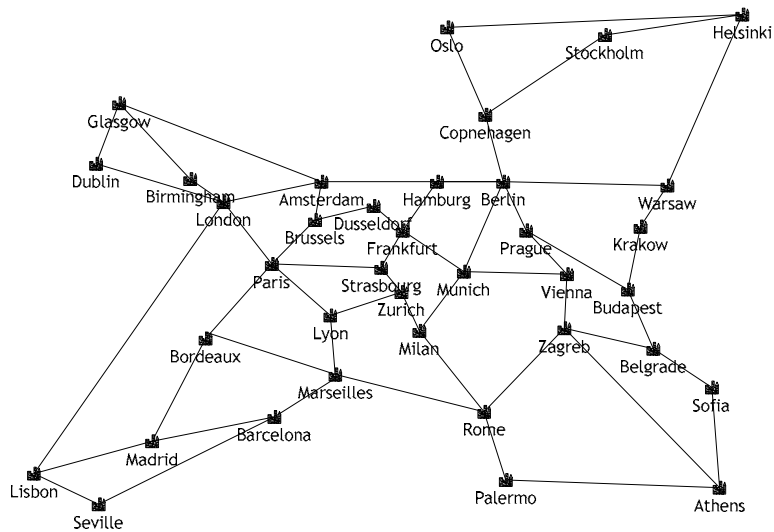
Slika 6.10 Jezgrena topologija (Core Topology, CT)



Slika 6.11 Prstenasta topologija (Ring Topology, RT)



Slika 6.12 Trokutasta topologija (Triangular Topology, TT)



Slika 6.13 Velika topologija (Large Topology, LT)

Tabela 6.2 i Tabela 6.3 prikazuju osnovna topološka obilježja i duljine linkova potrebnih za komunikaciju između svakog para čvorova. Ukupna duljina linkova dobivena je uz pretpostavku da je za komunikaciju uvijek dovoljno jedno vlakno pa svi linkovi između istog para čvorova prolaze istim vlaknom. U ovom je slučaju duljina linkova jednaka duljini vlakana.

Tabela 6.2 Duljine vlakana promatranih topologija

	Duljina linkova [km]			
	Srednja	Min	Max	Ukupno
<i>BT</i>	625	218	1500	25482
<i>CT</i>	487	218	783	10887
<i>LT</i>	648	218	1977	36952
<i>RT</i>	630	218	1500	21302
<i>TT</i>	638	218	1500	38949

Tabela 6.3 Topološka obilježja promatranih topologija

	Broj čvorova	Broj kabela	Stupanj čvora			Povezanost čvorova		
			Srednji	Min	Max	Srednja	Min	Max
<i>BT</i>	28	41	2.93	2	5	2.33	2	4
<i>CT</i>	16	23	2.88	2	4	2.47	2	4
<i>LT</i>	37	57	3.08	2	5	2.44	2	4
<i>RT</i>	28	34	2.43	2	4	2.12	2	3
<i>TT</i>	28	61	4.36	2	7	2.65	2	5

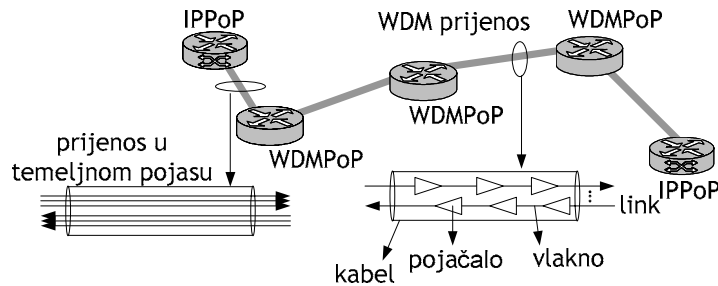
### 6.3 Dimenzioniranje OPS mreže

#### 6.3.1 Opis komunikacije

Osnovna pretpostavka dimenzioniranja mreže je zadovoljenje zadanih prometnih zahtjeva uz mogući optimizacijski kriterij (npr. cijena), ili ograničenje kao što su parametri kvalitete usluge (raspoloživost, vjerojatnost gubitka paketa ili kašnjenje). Opis komunikacije stoga je preduvjet dimenzioniranju mreže. Prometni se zahtjevi mogu odnositi na trenutne stanje, no i na neko buduće stanje uzimajući u obzir predviđanja evolucije mreže. Dimenzioniranje uključuje dimenzioniranje čvorova i veza među njima, no u ovom dijelu se prije svega razmatra dimenzioniranje veza jer one određuju i opremu (tip i broj) koju je potrebno ugraditi u čvorove.

#### Fizičke veze

Fizičke veze povezuju čvorove mreže. Svi čvorovi OPS mreže povezani su optičkim vlaknima s razlikom u načinu prijenosa između vlakana u pristupu i vlakana u jezgrenoj mreži. Vlakno u pristupu između IPPoP i WDMPoP čvora prenosi signal u temeljnom području dok vlakna u jezgrenoj mreži prijenose multipleksirani signal (Slika 6.14).



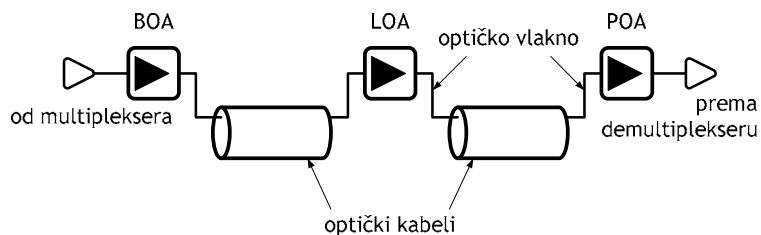
Slika 6.14 Fizičke veze

Prijenos u temeljnom području uz uvjet da su IPPoP i njemu odgovarajući WDMPoP čvor blizu (do 200 km) ne zahtjeva pojačanje signala, dok multipleksirani signal zahtijeva periodična pojačanja s razmakom pojačala 80-120 km. Broj pojačala  $N_{OA}$  jednak je

$$N_{OA} = \left\lceil \frac{L}{d_{OA}} \right\rceil - 1, \quad (6.1)$$

pri čemu je  $L$  duljina vlakna, a  $d_{OA}$  odabrani razmak pojačala.

Optički link (Slika 6.15) je logička struktura koja se sastoji vlakna i svih pojačala na jednoj dionici koju određuju dva povezana WDMPoP čvora.

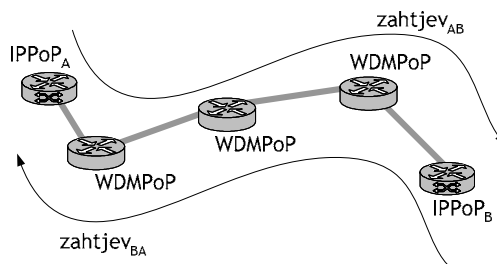


Slika 6.15 Optički link

Osim linijskih pojačala (LOA – *Line Optical Amplifier*) koja putem pojačavaju signal koriste se i predpojačala snage koja izlazni signal iz čvora dovode na odgovarajuću razinu snage (BOA – *Booster Optical Amplifier*), te predpojačala ispred čvorova (POA – *PreOptical Amplifier*).

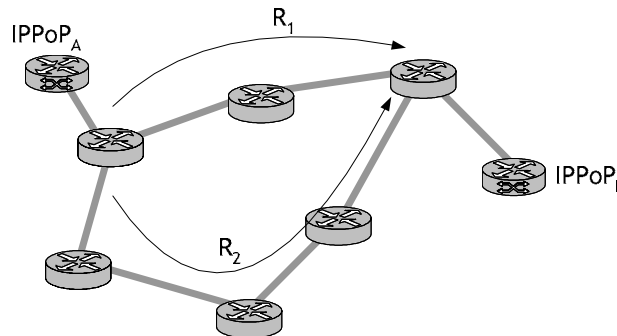
### Transportni entiteti

Logičke veze opisuju prometne zahtjeve u mreži i daju vezu prometnih zahtjeva i fizičkih elemenata koji ih poslužuju. Zahtjevi su najčešće zadani između svih parova čvorova po nekom prometnom modelu ili stvarnom stanju. U ovom se slučaju radi o prometnoj matrici stvorenoj po proširenom PD (*Population Distance*) modelu koja uključuje sve parove IPPoP čvorova. Svakom se zahtjevu pridružuje jedan prometni kapacitet i par čvorova između kojih se zahtjev kreira (Slika 6.16).



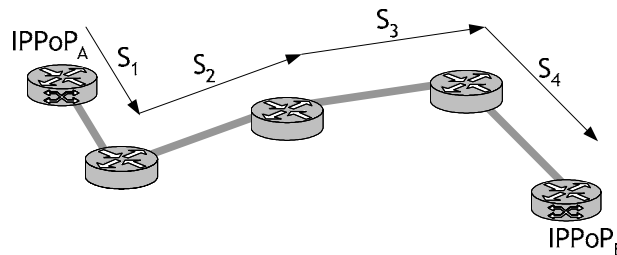
Slika 6.16 Zahtjevi u mreži

Zahtjevi opisuju ukupnu komunikaciju s kraja na kraj između para čvorova u jednom smjeru. Zahtjev općenito može biti usmjeren različitim putovima, odnosno komunikacija između istog para čvorova može se odvijati posredstvom različitih čvorova. Takvo je dijeljenje komunikacije potrebno zbog fizičkih ograničenja čvorova ili potrebe da se pojedinim dijelovima prometa osiguraju različita prijenosna obilježja. Pojam rute (*route*) opisuje fizičke putove kojim se koristi jedan zahtjev. Tako zahtjev između čvorova *A* i *B* koristi rute  $R_1$  i  $R_2$  (Slika 6.17).



Slika 6.17 Rute jednog zahtjeva

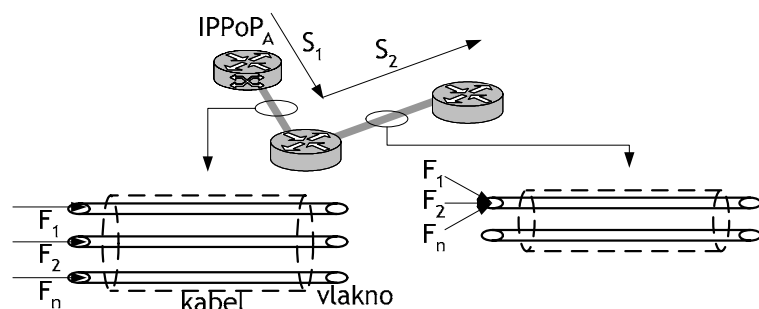
Svaka je ruta podijeljena na sekcije (*sections*), od kojih je svaka određena parom čvorova. Ruta  $R_1$  s prethodne slike tako ima dvije pristupne sekcije  $S_1$  i  $S_4$ , te dvije sekcije u optičkoj mreži  $S_2$  i  $S_3$  (Slika 6.18). Sekcije su osim parom čvorova određene i smjerom, tako da zahtjevi u suprotnim smjerovima između istog para čvorova koriste različite sekcije.



Slika 6.18 Sekcije jedne rute

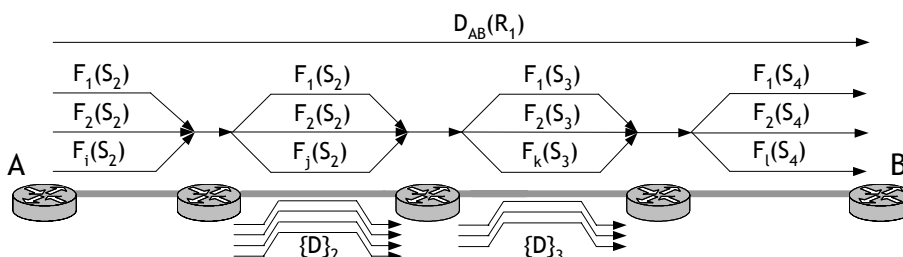
Jednoj sekciji odgovara jedan ili više tokova (*flows*) kojim se prenose podaci unutar pripadnog zahtjeva na toj ruti. Svaki je tok vezan uz jedno vlakno i općenito se može koristiti svim kanalima u vlaknu pod pretpostavkom pretvorbe valnih duljina. Ukoliko se ne koristi pretvorba valnih duljina toku je pridružena određena valna duljina. Detaljniji opis strukturiranja tokova iz matrice usmjeravanja i prometnih kapaciteta dan je u dijelu 6.3.2.

Pristupnim sekcijama (npr.  $S_1$  i  $S_4$ ) pripadaju tokovi koji prolaze vlaknima s prijenosom u osnovnom pojasu (jednom vlaknu stoga odgovara jedan tok), dok sekcijama u optičkoj mreži (npr.  $S_2$  i  $S_3$ ) pripadaju tokovi koji prolaze vlaknima s valnim multipleksiranjem (jednom vlaknu odgovara jedan ili više tokova) kao što prikazuje Slika 6.19.



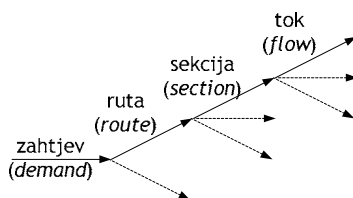
Slika 6.19 Tokovi jedne sekcije

Jednom zahtjevu na različitim sekcijama općenito odgovara različiti broj tokova. Broj tokova određen je kapacitetom kanala, brojem valnih duljina i kapacitetom ostalih zahtjeva koji prolaze istim parom čvorova (Slika 6.20). Tako parom čvorova koji određuju sekciju S<sub>2</sub> uz promatrani zahtjev prolazi još i skup zahtjeva {D}<sub>2</sub>, a sekcijom S<sub>3</sub> skup zahtjeva {D}<sub>3</sub>. Svakom zahtjevu na tom dijelu rute pripada zasebna sekcija.



Slika 6.20 Tokovi zahtjeva na jednoj ruti

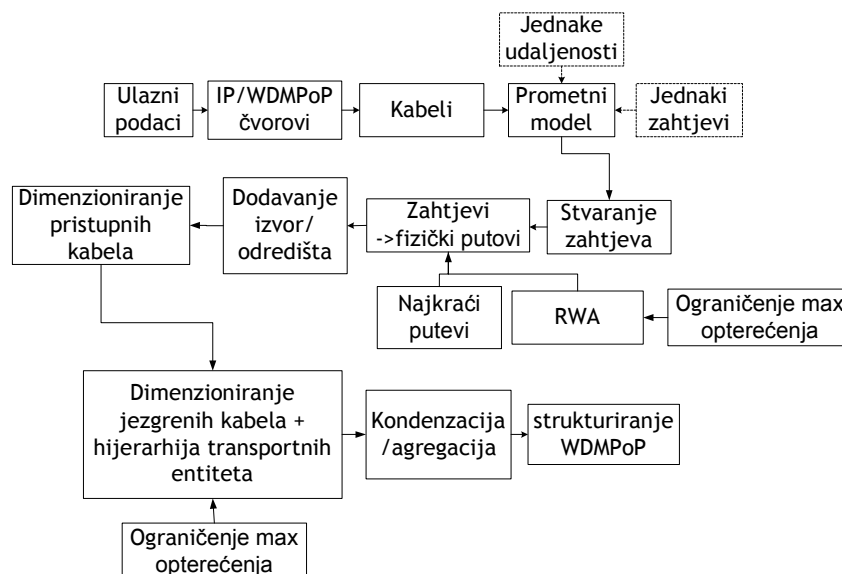
Slika 6.21 sumira logičku hijerarhiju transportnih entiteta optičke paketske mreže. Vidljivo je da se radi o stablastoj strukturi s granularnošću do jednog vlakna u slučaju pretvorbe valnih duljina, odnosno jednog kanala u slučaju bez pretvorbe.



Slika 6.21 Odnos transportnih entiteta

### 6.3.2 Procedura dimenzioniranja

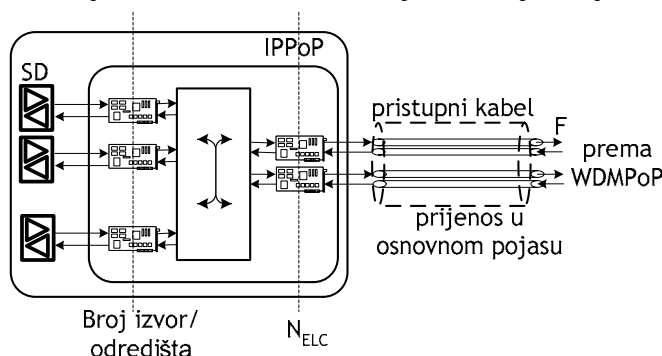
Slika 6.22 prikazuje predloženu proceduru dimenzioniranja mreže. Ulazni podaci uključuju topologiju (popis čvorova i matricu povezanosti), te podatke potrebne za prometni model. Cilj je strukturirati mrežu koja je sposobna posluživati zadani promet uz dana ograničenja.



Slika 6.22 Procedura dimenzioniranja

Prvi korak nakon dohvata ulaznih podataka predstavlja kreiranje čvorova i kablova mreže. Nakon toga se određuju kapaciteti prometnih zahtjeva prema odabranom prometnom modelu. Može se raditi o PD (*Population-Distance*) modelu (dio 10.8) sa stvarnim udaljenostima prema geografskim koordinatama čvorova (COST 266 topologije), PD modelu ali s jednakim udaljenostima između čvorova (promet ovisi samo o naseljenosti čvorova) ili o jednakim prometnim zahtjevima između svih čvorova. Izračunati promet pridružuje se prometnim zahtjevima koji predstavljaju najviši dio hijerarhije transportnih entiteta. Pridruživanje putova prometnim zahtjevima odvija se u sljedećem koraku i ovisi da li se radi o mreži s promjenom ili bez promjene valnih duljina. U prvom se slučaju svakom zahtjevu pridružuje ruta s najkraćim putem između krajnjih IPPoP čvorova. Ukoliko nema promjene valnih duljina potrebno je primijeniti jedan od algoritama za usmjeravanje i pridruživanje valnih duljina (RWA – *Routing and Wavelength Assignment*), kao što je npr. algoritam bojanja grafova što je detaljnije opisano na kraju ovog dijela.

Pridruživanjem fizičkih putova zahtjevima moguće je dimenzionirati pristupne i jezgrene kabele. Prvi korak je dodavanje izvor/odredišta IPPoP čvorovima, te dodavanje potrebnih linijskih kartica s PoS sučeljima usmjeriteljima.



Slika 6.23 Dimenzioniranje pristupnih kabela

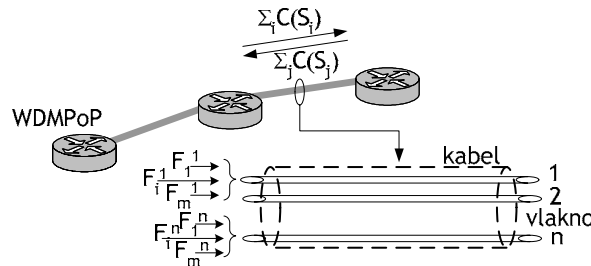
Broj linijskih kartica određen je izrazom (6.2), te ujedno određuje i broj vlakana u pristupnom kabelu (Slika 6.23). Treba primijetiti da je pri ovakvom dimenzioniranju izlazni promet usmjeritelja agregiran te se jednim pristupnim vlaknom prenosi

promet prema različitim odredištima. U modulu assembler IPPoP čvora doći će do razdvajanja paketa prema odredištima i formiranja optičkih paketa.

Dimenzioniranje jezgrenih kabela moguće je nakon pridruživanja fizičkog puta zahtjevu. Svakom kabeu odgovara skup zahtjeva čije sekcije koriste taj kabel. U ovoj fazi tokovi još nisu stvoreni jer kabel nije dimenzioniran. Ukupan broj vlakana potreban u kabeu u jednom smjeru jednak je

$$n = \left\lceil \frac{\sum_{i=1}^m C(S_i)}{N_{wl} C_{ch} LCP} \right\rceil, \quad (6.2)$$

pri čemu je  $C(S_i)$  kapacitet  $i$ -te sekcije koja prolazi vlaknom (jedan zahtjev može imati više sekcija na istom kabeu ukoliko se koristi otklonsko usmjeravanje), dok je  $N_{wl}$  broj valnih duljina sustava (sve valne duljine),  $C_{ch}$  kapacitet kanala,  $m$  ukupan broj sekcija koje prolaze istim kabeu, a  $LCP$  (*Load Constraint Percentage*) postotak maksimalno dopuštenog opterećenja po linku (kanalu gledano statistički). Slika 6.24 prikazuje opisanu proceduru dimenzioniranja.



Slika 6.24 Dimenzioniranje jezgrenih kabela i raspored tokova

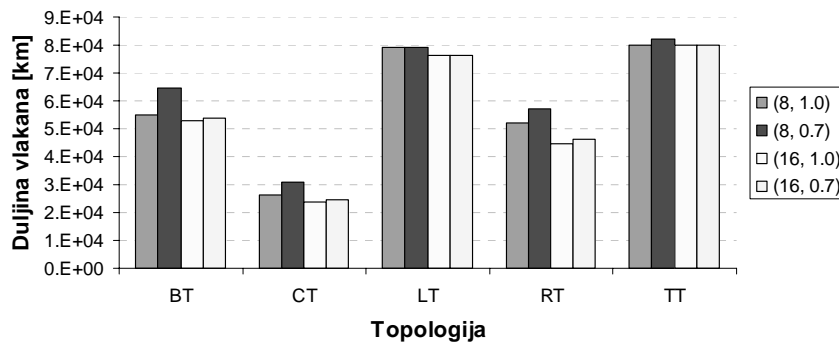
Svakom zahtjevu, odnosno sekciji koja pripada promatranom paru čvorova dodaje se  $n$  tokova, pri čemu je svaki tok vezan uz jedno vlakno. Razlika između transportnih entiteta OPS i OCS mreže je u tome što jedan tok raspolaže svim valnim duljinama jednog vlakna što se određuje dinamički na osnovi dolaska svakog paketa, dok je transportnim entitetima OCS mreže pridružen kanal bez mogućnosti dinamičkog mijenjanja kanala tijekom vremena, osim u slučaju preusmjeravanja na zaštitni put.

Nakon dimenzioniranja kabela slijedi dodavanje opreme WDMPoP čvorovima na temelju broja incidentnih kabela, odnosno ulazno/izlaznih vlakana u svakom od njih. Građa WDMPoP čvora opisana je u 5.2.2.

Slika 6.25 prikazuje ukupnu duljinu vlakana korištenih za dimenzioniranje COST266 topologija uz korištenje promjene valnih duljina te bez otklonskog usmjeravanja (*WCNDR – Wavelength Conversion, No Deflection Routing*). Za svaku topologiju analizirana su četiri slučaja koji obuhvaćaju 8 (oznaka (8,  $x$ )) i 16 valnih duljina (oznaka (16,  $x$ )) bez ograničenja na opterećenje kanala (oznaka ( $x$ , 1)) i s ograničenjem najvećeg dopuštenog ograničenja 0.7 erl (oznaka ( $x$ , 0.7)). Prometni zahtjevi generirani su prema modelu opisanom u 10.8 a računati su za godinu 2004. Kapacitet kanala postavljen je na 40 Gbit/s.

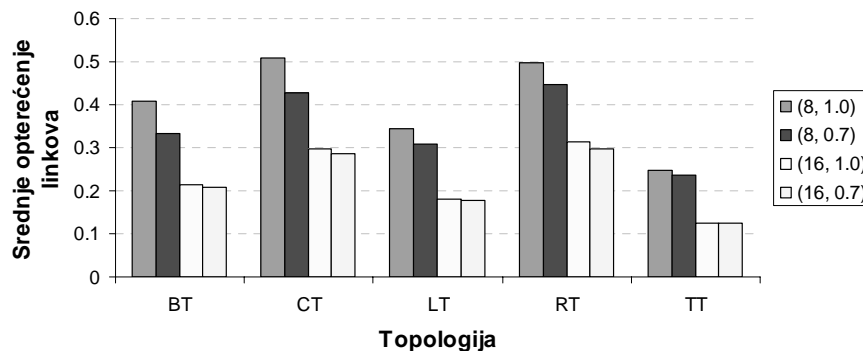
Premda je *LT* topologija s najvećim brojem čvorova, *TT* zahtjeva najveći broj vlakana zbog vrlo visoke povezanosti. Utjecaj promjene valnih duljina je na sve topologije mali što ukazuje na slabo iskorištenje kanala. Općenito smanjenje broja

valnih duljina i ograničenje najvećeg dopuštenog opterećenja uzrokuje povećanje broja potrebnih vlakana.



Slika 6.25 Ukupna duljina vlakana u ovisnosti o topologiji i dimenzioniranju

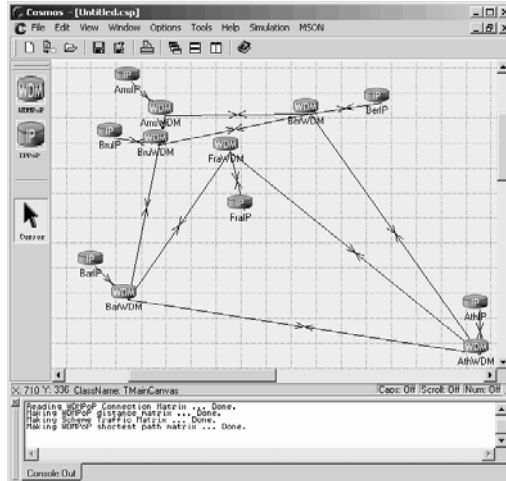
Srednje opterećenje linkova (vlakana) u slučaju komutacije paketa zapravo je statističko opterećenje usrednjeno preko svih kanala (Slika 6.26). Vidljivo je da topologije *CT* i *RT* imaju najveća srednja opterećenja. Kod *CT* to je posljedica malog broja čvorova među kojima se komunicira isti prometni kapacitet kao i u slučaju ostalih mreža. U *RT* slučaju veliko je opterećenje uzrokovano malom povezanošću. Velika povezanost *TT* uzrokuje malo opterećenje kanala. Cijena komunikacije (izračunata samo prema položenim vlaknima) biti će dakle najveća u *TT* topologiji a najmanja u *RT*.



Slika 6.26 Srednje opterećenje linkova u ovisnosti o topologiji i dimenzioniranju

Nakon dimenzioniranja mreže moguće je u grafičkom sučelju analizirati strukture mrežnih elemenata. Slika 6.26 prikazuje jednu od testnih mreža.

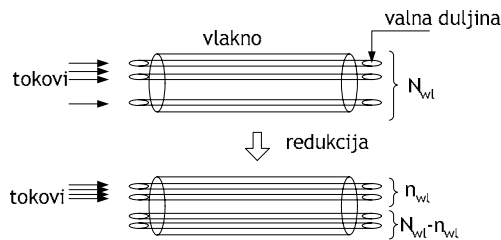




Slika 6.27 Dimenzionirana mreža u grafičkom sučelju

### Reduciranje broja korištenih kanala

Redukcija broja korištenih kanala moguća je nakon dimenzioniranja mreže. Kako je skupu tokova na jednom vlaknu pridruženo vlakno u cjelini, a ne pojedini kanali kao što je slučaj kod komutacije kanala, moguće je smanjiti skup valnih duljina dostupnih tim tokovima. Prije redukcije tokovima je bio dostupan cijeli skup valnih duljina ( $N_{wl}$ ), dok je nakon redukcije dostupan samo dio  $n_{wl}$  ( $n_{wl} < N_{wl}$ ) kao što prikazuje Slika 6.28.



Slika 6.28 Agregacija tokova po vlaknima

Smanjenje skupa valnih duljina dovodi do povećanja srednjeg opterećenja po linku/vlaknu. Srednje opterećenje prije redukcije iznosilo je

$$\rho = \frac{\sum_{i=1}^m C(S_i)}{n_f N_{wl} C_{ch}}, \quad (6.3)$$

pri čemu brojnik označava sumu kapaciteta svih sekcija (tokova) u određenom smjeru na promatranom kabelu, dok  $n_f$  označava broj vlakana u kabelu u tom smjeru. Nakon redukcije povećava se srednje opterećenje koje sad iznosi

$$\rho_r = \frac{\sum_{i=1}^m C(S_i)}{n_f n_{wl} C_{ch}}, \quad (6.4)$$

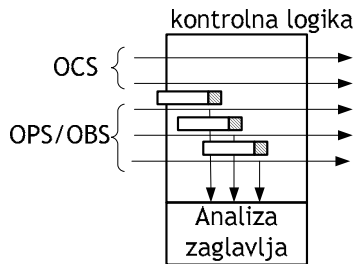
gdje  $n_{wl}$  označava novi raspon valnih duljina jednak

$$n_{wl} = \lceil \rho N_{wl} \rceil. \quad (6.5)$$

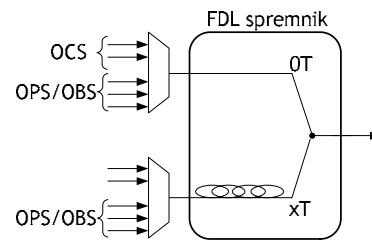


komunikaciju bez mogućnosti dinamičkog mijenjanja načina komunikacije tih kanala kao u prvom slučaju.

Na izlasku iz čvora sva komunikacija prolazi kroz spremnike (ako se koristi), no OCS kanali prolaze samo kroz izravne veze (kašnjenje OT), dok se ti kanali na ostalim linijama za kašnjenje ne koriste (Slika 6.31). Za sve kanale je moguće i zaobilazanje spremnika, no tada se radi o predodređenim OCS kanalima ili rekonfigurabilnim OCS/OBS/OPS kanalima bez mogućnosti pohrane u OBS/OPS slučaju.



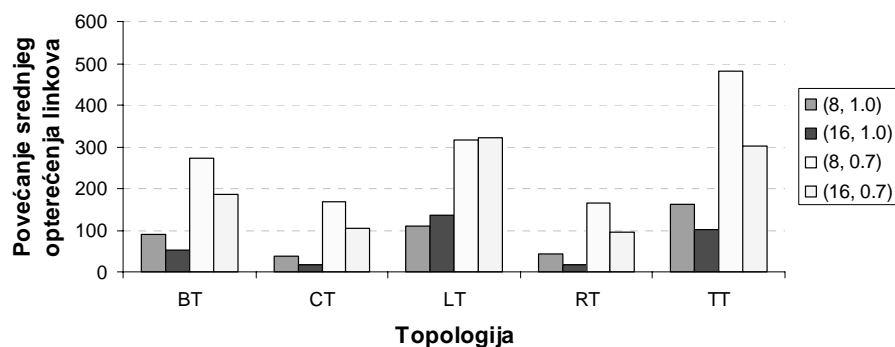
Slika 6.30 Struktura kontrolne logike MPSN čvora



Slika 6.31 Struktura FDL spremnika MPSN čvora

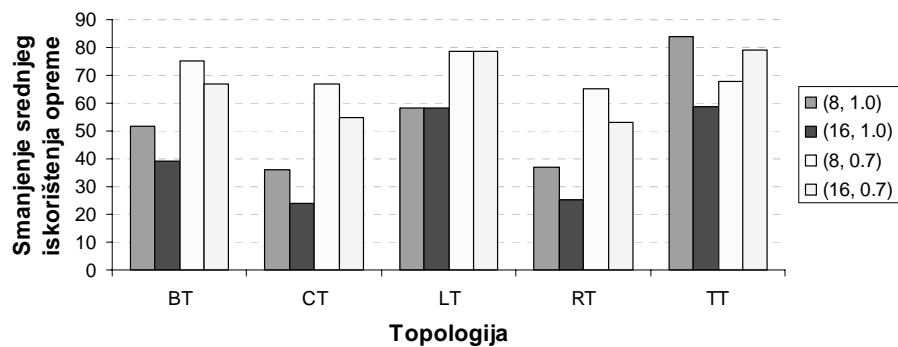
Ideja MPSN mreža je da prema traženoj kvaliteti usluge dinamički osigura komunikaciju odabirom nekog komutacijskog mehanizma. Pri tome su neki od kanala trajno rezervirani za neki način komutacije, dok su namjena ostalih promjenjiva prema tipu zahtjeva.

Redukcijom broja kanala oslobađaju se neki kanali (ulazi/izlazi opreme), no povećava se i opterećenje ostalih kanala. Slika 6.32 prikazuje povećanje srednjeg opterećenja linkova izraženo u relativno prema osnovnom opterećenju uz primjenu redukcije kanala (WCNDRR – *Wavelength Conversion, No Deflection Routing with Reduction*) te uz iste pretpostavke kao i u WCNDR slučaju. Povećanje je izraženo u postocima. Vidljivo je da se najveća povećanja dobivaju na TT zbog velike povezanosti i zato malog početnog opterećenja linkova, te LT koja je zbog podjele prometa na veliki broj čvorova također imala malo početno opterećenje linkova.



Slika 6.32 Povećanje srednjeg opterećenja linkova

Slika 6.33 analizira smanjenje iskorištenja opreme u pogledu relativnog smanjenja broja korištenih kanala. Smanjenje je izraženo u postocima relativno prema početnom broju korištenih kanala. Rezultati su slični onima iz prethodne analize jer topologije TT i LT koje su imale najveće povećanje srednjeg iskorištenja imaju i najveće smanjenje iskorištenja opreme.

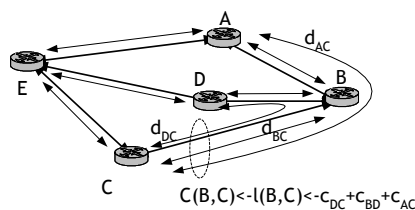


Slika 6.33 Smanjenje iskorištenja opreme

### Stupnjevanje opterećenja mreže

Prilikom računanja performansi nekog mehanizma potrebno ga je testirati (simulirati) uz neki raspon opterećenja. Uglavnom se radi o rasponu 0.3 – 0.7 erl po kanalu što predstavlja normalan rad mreže. Kada je potrebno utvrditi ponašanje mehanizma u uvjetima zagušenja gornja granica se penje i do 0.95 erl po kanalu. Takav promet nije moguće privesti na sve ulaze čvora, odnosno pridružiti ga svim kanalima zbog usmjeravanja zahtjeva. Različiti kanali će tako posluživati različiti broj zahtjeva, te jednostavnim skaliranjem kapaciteta zahtjeva po jednom vlaknu nije moguće dobiti homogeno opterećenje svih vlakana. Općenito je moguće da takav način dovodi do zagušenja na nekom drugom dijelu mreže. Zbog toga je potrebno sagledati čitavo stanje mreže, što uključuje sljedeće korake:

1. Stvaranje prometnih zahtjeva između parova čvorova (najčešće između svih parova),
2. Pridruživanje fizičkih putova prometnim zahtjevima (npr. po principu najkraćih putova),
3. Pridruživanje početnih vrijednosti prometnim zahtjevima (homogena prometna matrica ili prometni model),
4. Utvrđivanje najopterećenijeg linka u mreži (Slika 6.34),



Slika 6.34 Skaliranje opterećenja

5. Utvrđivanje faktora stupnjevanja  $k_t$  prema

$$\frac{k_t \sum_i C(S_i)}{n_{wl} C_{ch}} \leq l_{max}, \quad (6.6)$$

gdje  $C(S_i)$  označava kapacitet sekcije  $i$  na promatranom linku (vlaknu), a  $l_{max}$  zadano najveće dopušteno opterećenje.

6. Množenje prometne matrice faktorom  $k_t$ .

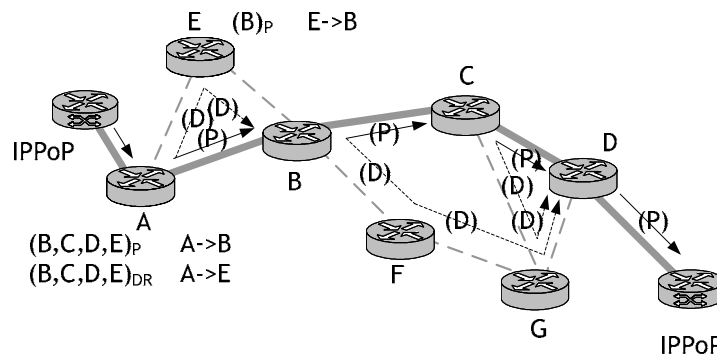
Nakon koraka 6 najzagušeniji link u mreži dobiva zadano opterećenje, dok su opterećenja ostalih linkova jednaka ili manja zadanom ovisno o usmjeravanju. Korak 2 utječe na performanse algoritma (cilj je postići što manje varijacije između opterećenja linkova), tako da pridruživanje istih prometnih kapaciteta svim zahtjevima i dobra povezanost mreže daju općenito bolje rezultate.

Treba voditi računa o razlici ovakvog stupnjevanja prema ulozi  $LCP$  ograničenja (6.2). Ukoliko je  $LCP = l_{max}$  dobivaju se jednaka najveća dopuštena ograničenja vlakna, samo što se u  $LCP$  slučaju ograničenje postiže većim dimenzioniranjem kabela uz zadane zahtjeve, a u  $l_{max}$  slučaju stupnjevanjem zadanog zahtjeva.

### Otklonsko usmjeravanje

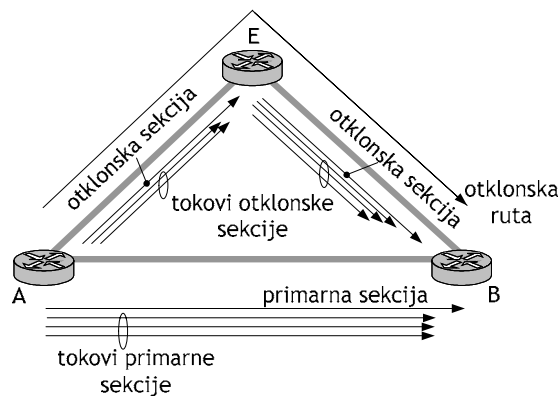
Otklonsko usmjeravanje jedan je od načina rješavanja sukoba i detaljnije je obrađeno u 8.2. Otklon ovisi o građi tablice za usmjeravanje, odnosno postojanju zapisa o otklonskoj ruti, te o trenutnom stanju otklonskih linkova. Ukoliko mreža nije dimenzionirana da podrži otklonsko usmjeravanje vjerojatnost takvog izbjegavanja sukoba najčešće će uzrokovati novi sukob jer će otklonski izlazi biti zauzeti. Zbog toga je preporučljivo osigurati dio dodatnog kapaciteta na otklonskim rutama u fazi planiranja mreže.

Slika 6.35 prikazuje utvrđivanje otklonskih ruta primarnoj ruti. Otklonska se ruta određuje za svaku rutu na svakom WDMPoP čvoru kojim prolazi primarna ruta. Otklonska ruta pritom ne mora premošćivati primarnu rutu do prvog sljedećeg WDMPoP čvora već se pronalazi najkraća ruta koja povezuje promatrani čvor i bilo koji od čvorova koji slijede uz sekvencijalno pomicanje prema sljedećim čvorovima. Cilj je dakle naći najkraći put, ali uz minimalnu *hop* razliku prema promatranom čvoru. Primarna je ruta naime dimenzionirana tako da podržava potpuni kapacitet komunikacije, dok je zaštitna ruta (pre)dimenzionirana tako da podrži samo dio primarne komunikacije (ili nije uopće predimenzionirana) tako da pruža lošije performanse.



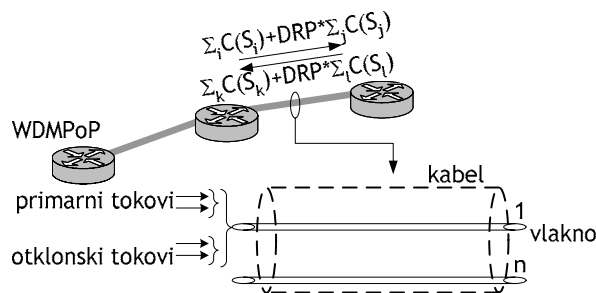
Slika 6.35 Određivanje fizičkih putova otklonskog usmjeravanja

Slika 6.36 prikazuje dodatne transportne entitete koji opisuju otklonsko usmjeravanje. Svakoj primarnoj sekciji (oznaka  $(P)$ ) odgovara otklonska ruta (oznaka  $(D)$ ) koja sadrži dvije ili više otklonskih sekcija (pretpostavka je da se otklonom ne smatra bilo kakvo usmjeravanje po primarnoj ruti, dakle ni promjena vlakna na kabelu primarne rute). Broj tokova koji pripadaju otklonskoj sekciji općenito je različit od broja tokova primarne rute jer ovisi o drugima sekcijama koje koriste te kabele.



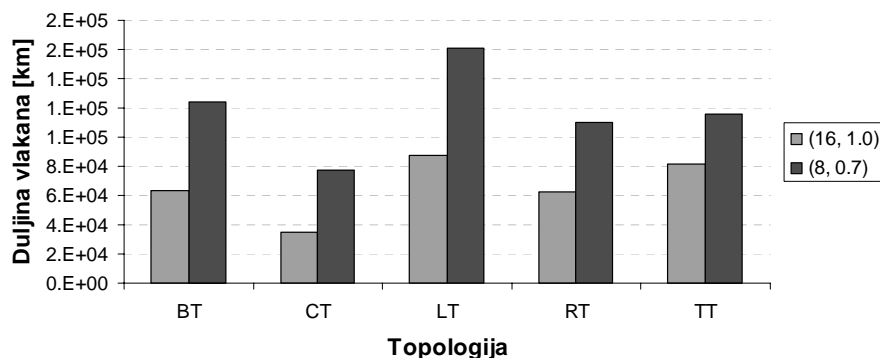
Slika 6.36 Transportni entiteti otklonskog usmjeravanja

Dimenzioniranje kabela je dalje jednako kao i bez otklonskog usmjeravanja (Slika 6.24), samo što se ukupnom kapacitetu primarnih sekcija pridružuje kapacitet otklonskih sekcija pomnoženih s faktorom *DRP* (*Deflection Percentage Ratio*) koji je manji ili jednak 1 (Slika 6.37). Zapravo se radi o utvrđivanju iznosa dodatnog kapaciteta koji treba osigurati za otklon. Treba naglasiti da uz ovakvo dimenzioniranje nema garancije da će otklon uspjeti, no vjerojatnost se otklona povećava s povećanjem *DRP*.



Slika 6.37 Dimenzioniranje kabela uz otklonsko usmjeravanje

Ukupna duljina položenih vlakna povećava se ukoliko se pri dimenzioniranju mreže osigurava dodatni kapacitet za otklonske tokove kao što prikazuje Slika 6.38 (WCDR – *Wavelength Conversion with Deflection Routing*).



Slika 6.38 Ukupna duljina vlakana u ovisnosti o topologiji i dimenzioniranju

Dimenzioniranje je provedeno u slučaju mreže sa 16 valnih duljina bez ograničenja na opterećenje kanala (16,1.0), te na slučaj sa 8 valnih duljina i ograničenja na najveće dopušteno opterećenje kanala 0.7 erl (8, 0.7). Prikazan je najgori slučaj

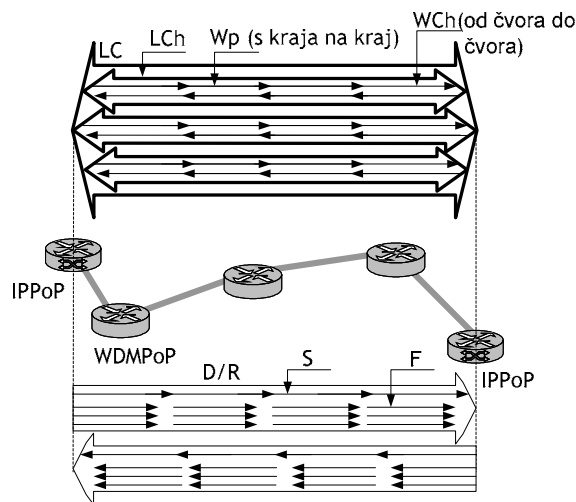
dimenzioniranja s osiguranjem 100 % kapaciteta za otklonske tokove. U praksi će taj postotak biti vrlo mali (10-tak %) ako će ga uopće biti. Treba voditi računa da se ne radi o višku kapaciteta položenih vlakana jer je on uglavnom vrlo visok (*dark fiber*) već o kapacitetu koji je iskoristiv, dakle ima terminalnu opremu.

### **Dimenzioniranje bez pretvorbe valnih duljina**

Dimenzioniranje bez pretvorbe valnih duljina zahtijeva složeniju proceduru nego slučaj pretvorbe u kojem je pretvorba valnih duljina dopuštena zbog pridruživanja određene valne duljine svakom toku. Treba naglasiti da je ovaj slučaj ilustrativan jer se ne predviđaju OPS implementacije bez pretvorbe valnih duljina. Jedna od ključnih pretpostavki OPS dinamike je upravo dinamička promjena valnih duljina na razini paketa što omogućuje promatranje cijele komunikacije kao statistike preko dužeg vremenskog perioda. Primjer su tokovi kojima odgovara cijelo vlakno jer mogu poprimiti bilo koju valnu duljinu unutar vlakna. U ovom slučaju to nije moguće te je potrebno dimenzioniranje razmatrati na razini valnih duljina.

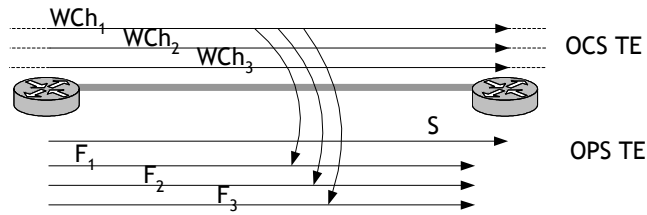
Problemu se pristupa bojanjem grafova koji se primjenjuje na OCS transportne entitete (6.4.1). Početna je pretpostavka da se radi o OCS mreži, a kasnije se provode pretvorbe koje prilagođavaju OCS entitete prema OPS entitetima. OCS entiteti usmjereni su najkraćim putovima i služe kao ulaz u RWA algoritam implementiran u optimizacijskoj jezgri Nyx [48].

Drugi korak je preslikavanje "obojenih" transportnih entiteta na entitete OPS mreže (Slika 6.39). Logičkoj vezi *LC* odgovaraju dva zahtjeva, svaki u jednom smjeru. *LC* sadrži više logičkih kanala *LCh* čiji je broj određen kapacitetom PoS sučelja.



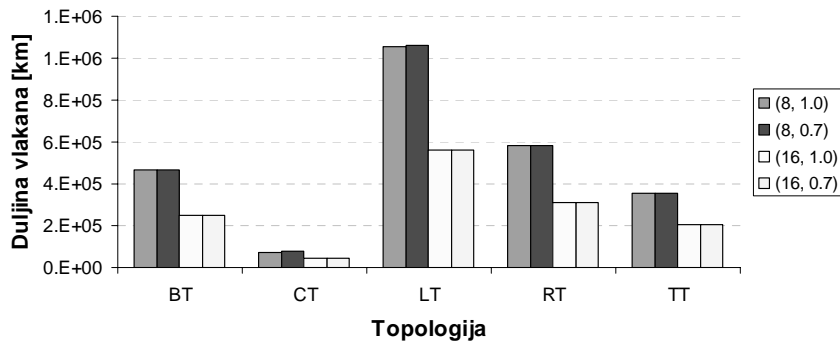
Slika 6.39 Mapiranje OCS transportnih entiteta na OPS transportne entitete

Broj tokova unutar sekcije rute jednog zahtjeva jednak je broju *LCh* unutar logičke veze koja određuje zahtjev. Na taj način svakom *WCh* pripada jedan tok, odnosno tok je vezan uz kanal određene valne duljine. Broj tokova jedne rute ne mijenja se promjenom sekcije jer je stvoren po predlošku entiteta s kraja na kraj. Slika 6.40 prikazuje stvaranje tokova prema valnim kanalima.



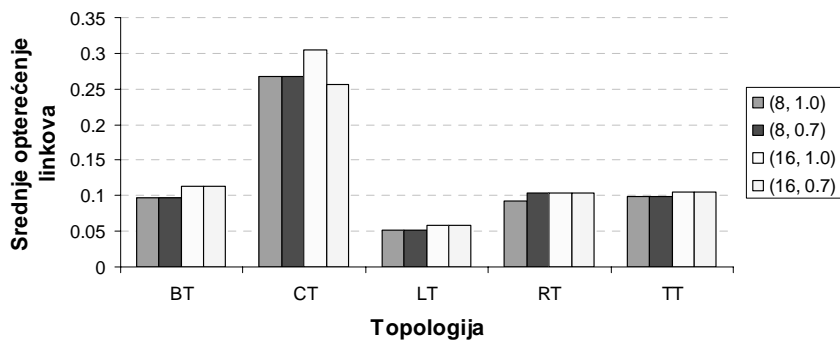
Slika 6.40 Stvaranje tokova prema valnim kanalima

Slika 6.41 daje ukupnu duljinu vlakana bez promjene valnih duljina (NWC – *No Wavelength Conversion*). U usporedbi s WC slučajem uočljiv je porast duljine potrebnih vlakana zbog smanjenja fleksibilnosti dimenzioniranja. U principu se radi o usporedbi efikasnosti dimenzioniranja OPS i OCS mreže.



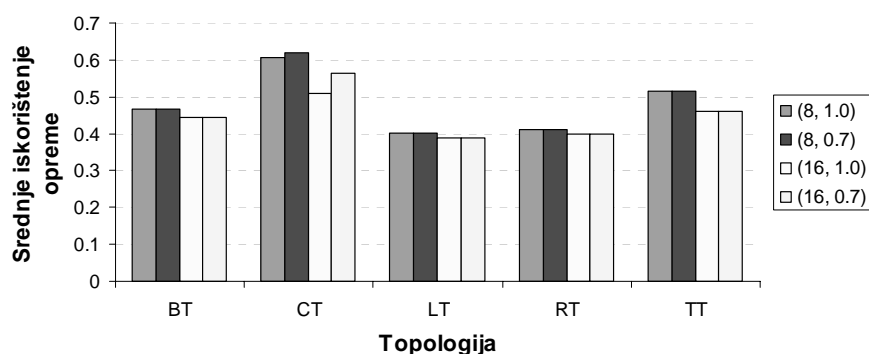
Slika 6.41 Ukupna duljina vlakana u ovisnosti o topologiji i dimenzioniranju

Slika 6.42 i Slika 6.43 analiziraju srednja opterećenja linkova i srednje iskorištenje opreme. Uočljivo je vrlo nisko iskorištenje kanala i relativno visoko iskorištenje opreme. To ukazuje na neefikasno dimenzioniranje što je posljedica korištenja OCS dimenzioniranja bez korištenja prednosti paketske komunikacije. U *CT* slučaju je srednje opterećenje linkova najveće zbog koncentracije prometa u malom broju čvorova. Neefikasnost raste s porastom broja zahtjeva (porastom broja čvorova) koje podrazumijeva i smanjenje srednjeg kapaciteta zahtjeva jer je ukupan kapacitet konstantan. Posljedica je *LT* slučaj s vrlo skupim dimenzioniranjem.



Slika 6.42 Srednje opterećenje linkova u ovisnosti o topologiji i dimenzioniranju





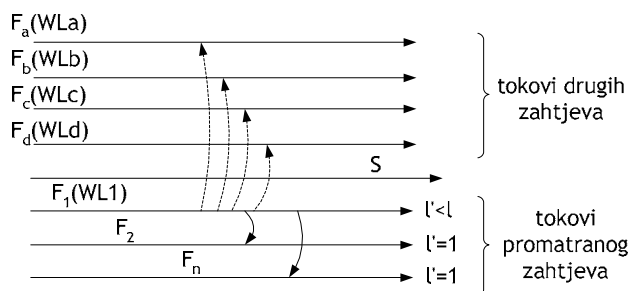
Slika 6.43 Srednje iskorištenje opreme

Vidljivo je da se ovakvim načinom dimenzioniranja dobiva OCS mreža što predstavlja predimenzioniranje za OPS mehanizam. Moguće je stoga napraviti sažimanje transportnih entiteta korištenjem činjenice da je srednje opterećenje kanala kojeg koristi zahtjev između čvorova  $A$  i  $B$  jednako

$$l = \frac{C(D(A, B))}{n_{ch} C_{ch}}, n = \left\lceil \frac{C(D(A, B))}{C_{ch}} \right\rceil, \quad (6.7)$$

što povlači nisko iskorištenje jer je dimenzioniranje napravljeno za svaki zahtjev pojedinačno (broj kanala koji odgovara zahtjevu jednak je broju tokova na svakoj sekciji rute), a ne statistički po svakom vlaknu kao u OPS slučaju (Slika 6.24).

Redukcija transportnih entiteta svodi se na premještanje prometa jednog toka na druge tokove čime se pripadni kanal oslobađa. Prvi je korak premještanje dijela prometa toka na ostale tokove unutar istog zahtjeva što je moguće zbog kontinuiteta valne duljine tokova i istog opterećenja svih tokova iste valne duljine unutar iste rute a različitih sekcija. Na ovaj se način samo smanjuje promet promatranog toka jer je dimenzioniranje u OCS slučaju bilo minimalno (da je bilo moguće premjestiti cijeli promet toka bilo bi pridruženo manje logičkih kanala). Drugi je korak utvrđivanje skupa tokova drugih zahtjeva čija je ruta nadskup rute promatranog toka, odnosno koja u potpunosti sadrži promatrani tok. Na taj je način moguće promijeniti valnu duljinu ostatka toka s očuvanjem kontinuiteta preko komunikacije s kraja na kraj (Slika 6.44).



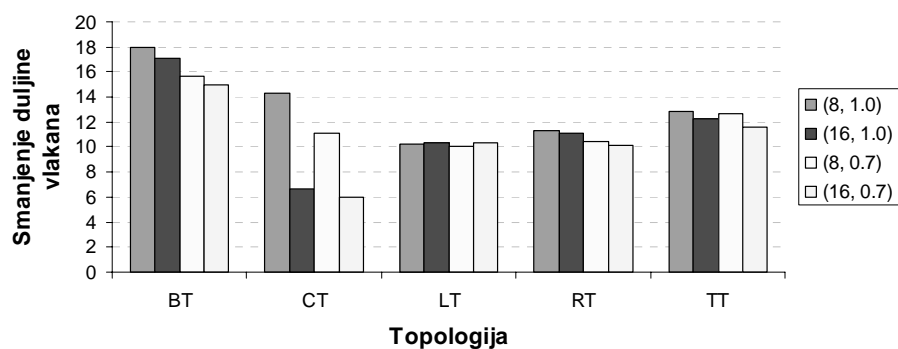
Slika 6.44 Premještanje prometa jednog toka drugim tokovima

Treba voditi računa da se tok ne dijeli između više tokova jer tada raste složenost ulaznog dijela WDMPoP čvoru ili se povećava broj potrebnih linijskih kartica ovisno o načinu pristupa WDMPoP čvoru. Potrebno je naime razlikovati metodu određivanja broja izlaznih linijskih kartica u OCS i OPS slučajevima. U OPS slučaju broj izlaznih linijskih kartica jednak je minimalnom broju vlakana koji mogu

prenijeti svu ulazno/izlaznu komunikaciju čvora. Radi se dakle o "miješanom" prometu prema različitim odredištima koji izlazi po svakom vlaknu (Slika 6.48). U OCS slučaju svako vlakno prenosi samo promet prema jednom odredištu, jer služi kao ulaz u kanal prema točno određenom odredištu (Slika 6.49). U tom su slučaju moguće agregacije stvaranjem logičke topologije [45] no taj slučaj nije ovdje analiziran. Moguće je prenositi i miješani promet no to zahtjeva razdvajanje prema kanalima u WDMPoP čvoru kako je dalje obrazloženo.

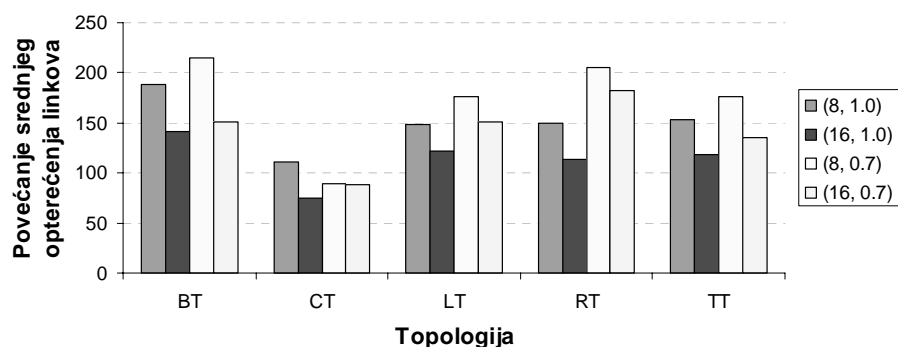
Primjenom mehanizma agregacije (NWCA – *No Wavelength Conversion with Aggregation*) postiže se značajna ušteda u pogledu smanjenja ukupne duljine vlakana (Slika 6.45), povećanja srednjeg opterećenja linkova (Slika 6.46), te smanjenja iskorištenja opreme u smislu oslobađanja kanala (Slika 6.47). Sve su vrijednosti izražene u postotcima u odnosu na vrijednosti prije sažimanja.

Zanimljivo je da efikasnost algoritma ne ovisi toliko o početnom stanju koliko o topologiji. *BT* slučaj koji nije imao najmanje iskorištenje kanala pokazuje najbolje rezultate u relativnom smanjenju ukupne duljine vlakana.

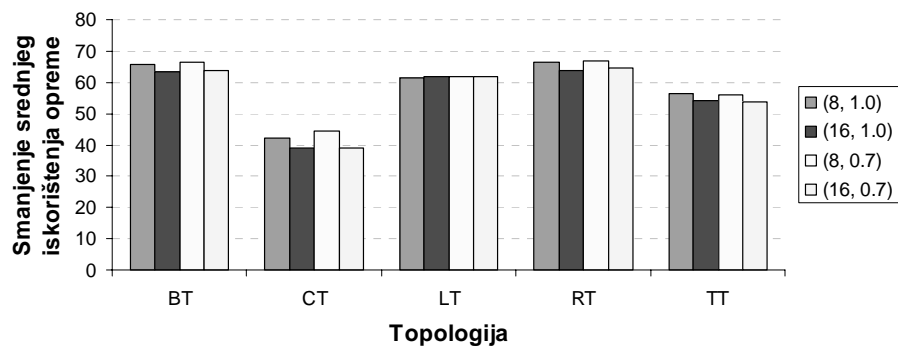


Slika 6.45 Smanjenje ukupne duljine vlakana u ovisnosti o topologiji i dimenzioniranju

Povećanje srednjeg opterećenja linkova i smanjenje srednjeg iskorištenja opreme malo se razlikuje među topologijama. Iznimka je *CT* slučaj gdje su promjene male zbog povoljnog početnog stanja. Smanjenja su općenito veća za slučajeve s 8 valnih duljina.

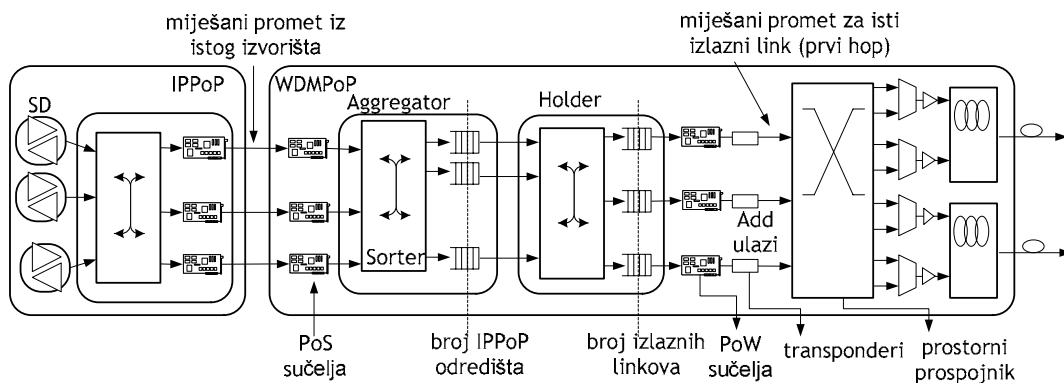


Slika 6.46 Povećanje srednjeg opterećenja linkova u ovisnosti o topologiji i dimenzioniranju

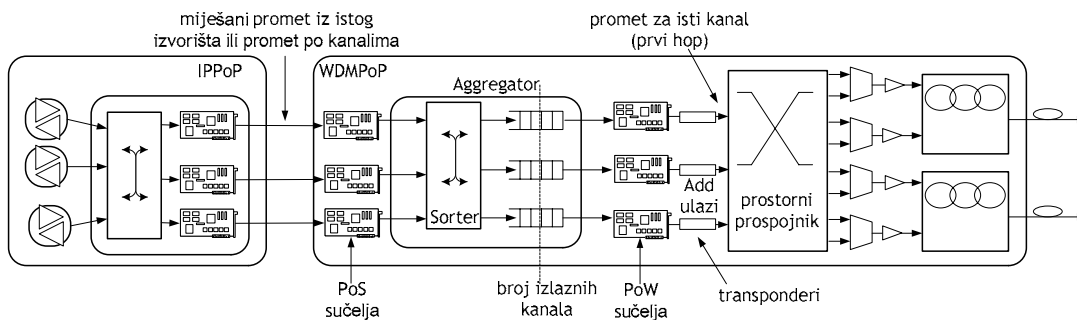


Slika 6.47 Smanjenje srednjeg iskorištenja opreme

Ukoliko se pristupnom mrežom u slučaju bez promjene valnih duljina prenosi miješani promet potrebno je taj promet razdvojiti prema kanalima (s promjenom valnih duljina radi se o razdvajanju prema odredištima pa linkovima, Slika 6.48). Ako se tok premješta na više tokova drugih zahtjeva potrebno je imati više spremnika u modulu agregator jer se promet koji je prije pripadao istom kanalu sada dijeli između više tokova, odnosno valnih duljina. Ukoliko svako od ulaznih vlakana prenosi promet za jedan kanal, tada je potrebno dodati onoliko linijskih kartica u IPPoP čvor na koliko se tokova drugih zahtjeva promatrani tok dijeli. Promet se u tom slučaju razdvaja u IPPoP čvoru.



Slika 6.48 Ulazni dio arhitekture uz promjenu valnih duljina

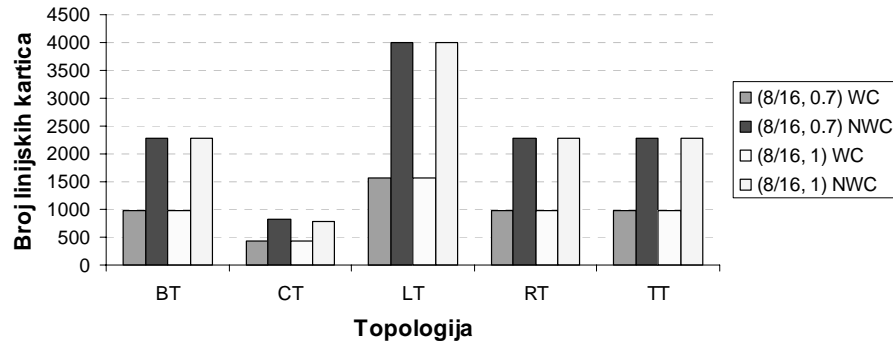


Slika 6.49 Ulazni dio arhitekture bez promjene valnih duljina

Ne postoji izravno preslikavanje između *LCh* i OPS entiteta, osim neizravno stvaranjem rute s istim fizičkim putem kao i *LCh* (pretpostavka je da svi *LCh* prolaze istim putem). Svaki *LCh* sadrži dva jednosmjerna valna puta (*Wp*) koji se sastoje od niza valnih kanala (*WCh*). Valni kanali određuju sekcije rute koja odgovara logičkom

kanalu. Za stvaranje rute i svih sekcija dovoljno je odabrati jedan *LCh* i neki *Wp* unutar njega te prema njima stvoriti pripadne OPS entitete.

Slika 6.50 uspoređuje broj linijskih kartica pri dimenzioniranju sa (oznaka *WC*) i bez promjene valnih duljina (oznaka *NWC*) u slučajevima s 8 i 16 valnih duljina te najvećim dopuštenim opterećenjem kanala 1 odnosno 0.7.



Slika 6.50 Usporedba broja linijskih kartica pri dimenzioniranju sa i bez promjene valnih duljina

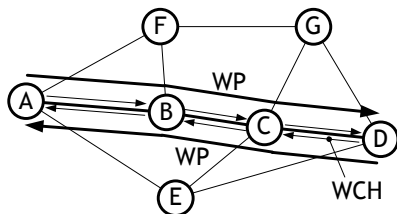
## 6.4 Dimenzioniranje OCS mreže

### 6.4.1 Transportni entiteti

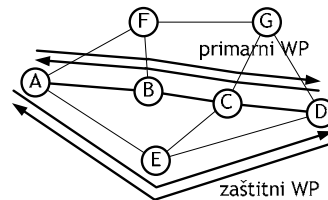
Transportni se entiteti koriste za opis komunikacije između dva čvora. Oni tvore logičku hijerarhiju kojom se može opisati cijela komunikacija s kraja na kraj ili neki njezin dio. Logička se hijerarhija sastoji od 4 dijela navedenih od logički najnižeg prema logički višim [53]:

- valni kanal (*WCh* – *Wavelength Channel*, Slika 6.51),
- (virtualni) valni put (*(V)Wp* – (*Virtual*) *Wavelength Path*, Slika 6.51),
- logički kanal (*LCh* – *Logical Channel*, Slika 6.53), i
- logička veza (*Lc* – *Logical Connection*, Slika 6.54).

Slika 6.51 prikazuje analiziranu mrežu u kojoj se želi opisati komunikacija između čvorova *A* i *D*, a koja prolazi kroz čvorove *B* i *C*. Komunikacija dakle koristi 3 optička vlakna. Komunikacija na jednom vlaknu opisuje se valnim kanalom. Jedan je valni kanal određen valnom duljinom, vlaknom kojem pripada, te optičkim linkom kojim to vlakno pripada.



Slika 6.51 Valni kanal i valni put

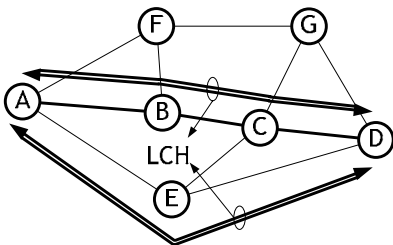


Slika 6.52 Valni put u 1+1 zaštiti

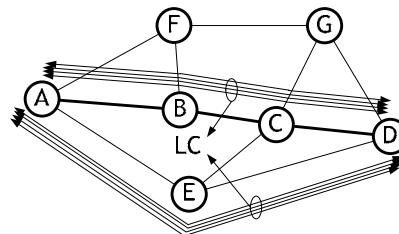
Sljedeći transportni entitet je valni put (*wavelength path/light path*). Fizički put kojim se usmjerava komunikacija između izvorišta i odredišta može se prikazati kao niz čvorova i linkova prikazanih odabranim fizičkim putem. Valni se put može prikazati kao niz valnih kanala na istom putu. Valni je put određen izvorišnim i odredišnim čvorom, putem kroz koji se usmjeren, te valnoj duljini koja je ista za sve

valne kanale koji čine valni put. Ta kombinacija putova, vlakana i valnih duljina određuje se statičkim proračunima u procesu dizajna mreže (RWA – *Routing and Wavelength Assignment*). Proces strukturiranja valnih putova može se bitno pojednostaviti primjenom pretvornika valnih duljina, pri čemu se govori o virtualnom valnom putu (VWp) koji može sadržavati valne kanale različitih valnih duljina.

Valni je put (Slika 6.51, Slika 6.52) jednosmjerni transportni entitet kojim se podaci prenose nekom standardiziranom brzinom određenom brzinama rubnih linijskih kartica. Odgovarajući dvosmjerni entitet je logički kanal koji se u svom najjednostavnijem obliku (slučaj bez zaštitnog mehanizma) sastoji od dva valna puta, jednom u svakom smjeru. Općenito je moguće da ti valni kanali koriste različite fizičke putove, no to dovodi do nekih problema kao što su različita propagacijska kašnjenja. Zbog toga se razmatra samo simetrično rješenje u kojem su putovi sadrže jednake elemente, samo u obratnom redoslijedu.



Slika 6.53 Logički kanal



Slika 6.54 Logička veza

U slučaju 1+1 zaštite (Slika 6.52) svaki smjer ima osigurana dva neovisna valna puta u smislu čvorova ili linkova.

Najviši stupanj u logičkoj hijerarhiji je logička veza koja se sastoji od svih logičkih kanala koji čine vezu između dva čvora (Slika 6.54). Broj takvih kanala ovisi o ukupnom kapacitetu komunikacije između dva čvora, te kapacitetu linijskih kartica korištenih u toj komunikaciji (korištenom kapacitetu valne duljine).

## 6.4.2 Struktura

WDM mreža s optičkom komutacijom paketa općenito se sastoji od čvorova i veza (linkova). Struktura čvora ovisi o topologiji i pretpostavkama u procesu dizajna mreže što uključuje dostupnu opremu, optimizacijski kriterij ili mehanizam zaštite/obnavljanja (P&R – *Protection and Restoration*). Svaki od linkova uključuje vlakno s  $N_w$  valnih duljina i potreban broj pojačala (Slika 6.14). Maksimalan kapacitet linka stoga je jednak  $N_w C$  pri čemu je  $C$  kapacitet jednog kanala.

Referentna struktura OCS mreže jednaka je onoj OPS mreže i uključuje IPPoP i WDMPoP čvorove (5.2) s mogućnošću komutacije kanala.

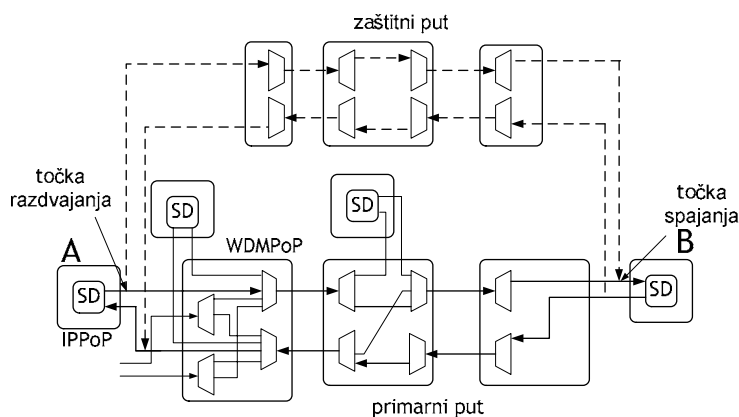
OCS mreže za razliku od OPS mreža koje su strogo dinamičko mogu biti statičke i dinamičke. To se odnosi na mogućnost upravljanja prospajanjem u čvoru takve mreže. OCS mreže se stoga mogu podijeliti na pasivne (PWN – *Passive Optical Network*) bez mogućnosti automatske rekonfiguracije usmjeravanja valnih putova, te automatski prospajanje optičke WDM mreže (ASWN – *Automatic Switched optical WDM network*) [54]. U slučaju pasivne mreže ne postoji mogućnost pretvorbe valnih duljina jer ne postoji mogućnost uporabe upravljivih (aktivnih) komponenata.

### **Pasivne WDM Mreže**

Pasivne WDM mreže predstavljaju prvi evolucijski korak u razvoju širokopolasne optičke mreže prema inteligentnoj optičkoj mreži. U ovakvoj mreži ne postoji mogućnost rekonfiguracije pa ovo predstavlja samo uvođenje WDM tehnologije na starom modelu transmisijske mreže koja je povezivala udaljene točke. Prospajanje je čvrsto ožičeno (optička vlakna) i može biti promijenjeno samo ljudskom intervencijom. U takvim su mrežama P&R mehanizmi implementirani u višim slojevima.

Slika 6.55 prikazuje jednostavan slučaj komunikacije IPPoP čvora A i B preko PWN. Prikazana su oba smjera komunikacije pretpostavljajući da je dovoljan jedan valni kanal (valna duljina) za svaki smjer. Zaštita je u ovom slučaju implementirana pasivnim razdvajanjem signala u točki razdvajanja (recimo optičkim rasprežnikom). Zaštitni je put općenito nezavisan primarnom putu, tj. ne koriste se iste optičke komponente (što implicira i različite čvorove) tako da je zaštita otporna na jednostruke kvarove.

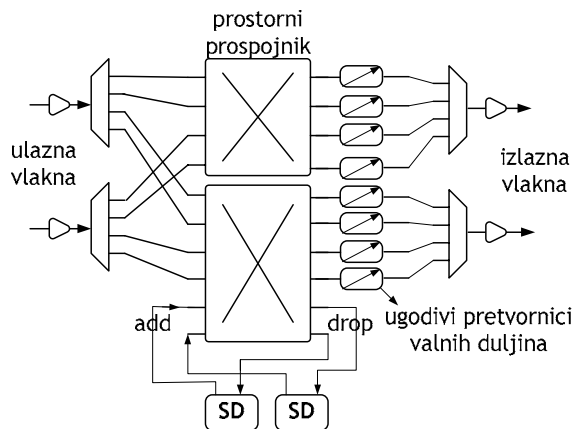
U točki spajanja spajaju se signal primarnog i zaštitnog puta. Potreban je mehanizam odluke o odabiru boljeg signala. Razdvajanje i spajanje signala najčešće se događa već u transponderu.



Slika 6.55 Struktura pasivne WDM mreže

### **WDM mreže s automatskim prospajanjem**

Osnova automatskog prospajanja su prostorni prospojnici i odgovarajući sustav upravljanja. Slika 6.56 prikazuje čvor ASWN mreže s mogućnošću pretvorbe valnih duljina. Upravljačke jedinice nisu prikazane. Ulazni signal može biti prostorno i frekvencijski prospajan. Kada se utvrdi odgovarajuće izlazno vlakno i valna duljina (kanal) kontrolni signal postavlja prostorni prospojnik u odgovarajuće stanje i mijenja izlaznu valnu duljinu odgovarajućeg pretvornika valnih duljina.



Slika 6.56 Struktura ASWN mreže s pretvorbom valnih duljina (bez zaštite)

Struktura čvora ASWN mreže s zaštitom jednaka je onoj bez zaštite uz rezervaciju resursa (kanala) na zaštitnom putu. U slučaju kvara upravljački signal mijenja konfiguraciju prostornog prospojnika i usmjerava signal na zaštitni put. Za takvu rekonfiguraciju je potrebno određeno vrijeme koje uključuje reakciju kontrolnog sustava (detekcija kvara) i vrijeme rekonfiguracije prospojnika.

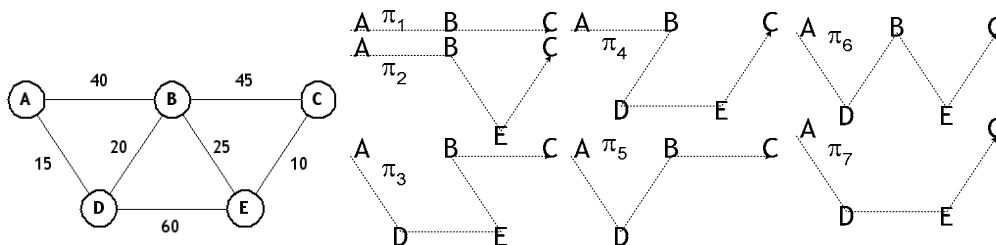
### Usmjeravanje valnih putova

Općenito postoje dvije mogućnosti usmjeravanja valnih putova:

- najkraćim putovima (*shortest path, fixed routing*), te
- optimiziranim usmjeravanjem (*optimized routing*).

Optimizirano usmjeravanje nad skupom mogućih fizičkih putova odabire one koje vode k nekom optimalnom rješenju s obzirom na optimizacijski kriterij. Slika 6.57 daje primjer topologije na kojem će biti objašnjeni korišteni načini usmjeravanja.

U slučaju bez zaštite valni se put usmjerava na najkraći put što je u ovom slučaju put  $\pi_6$  duljine 70 jedinica. U slučaju 1+1 zaštite potrebna su dva nezavisna puta. Za PWN potrebna je disjunktност linkova (*link independent*) što implicira i nezavisnost korištene opreme u čvorovima, dok je za ASWN potrebna nezavisnost čvorova (*node independent*). Primjer para putova s nezavisnim linkovima je  $(\pi_6, \pi_1)$ . Ti putovi nisu nezavisni po čvorovima jer dijele čvor *B*. Kombinacija  $(\pi_1, \pi_7)$  je primjer putova s nezavisnim čvorovima.



Slika 6.57 Primjer topologije i svi putovi između čvorova A i C

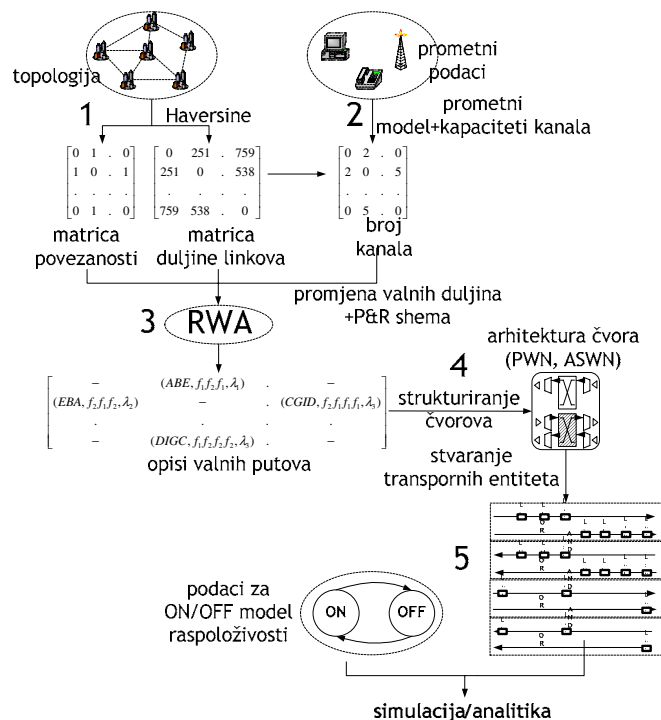
Najjednostavnija metoda utvrđivanja para disjunktних putova je isključivanje elemenata najkraćeg puta iz grafa (osim početnog i završnog čvora) i utvrđivanje drugog najkraćeg puta. Ova metoda ne daje uvijek rješenje jer između para čvorova nakon isključivanja elemenata primanog puta uopće više ne mora postojati put

(primarnom putu  $\pi_6$  tako ne postoji put nezavisan po čvorovima, dok mu je put  $\pi_1$  disjunktan u linkovima).

Drugi način je pronalaženje  $k$  najkraćih putova [49]. Jedan pristup je pronalaženje diskjunktnih putova pronađenim potencijalnim primarnim putovima počevši od najkraćeg dok se ne pronađe prvi disjunktan put. Drugi pristup testira disjunktost svakog puta sa svim putovima u pronađenom skupu  $k$  putova koji su kraći od promatranog. Algoritam započinje drugim najkraćim putom. U ovom se radu koristi drugi pristup.

### 6.4.3 Procedura dimenzioniranja

Procedura dimenzioniranja obuhvatila je ASWN arhitekturu mreže. Slika 6.58 prikazuje proceduru dimenzioniranja OCS mreže.



Slika 6.58 Procedura dimenzioniranja OCS mreže

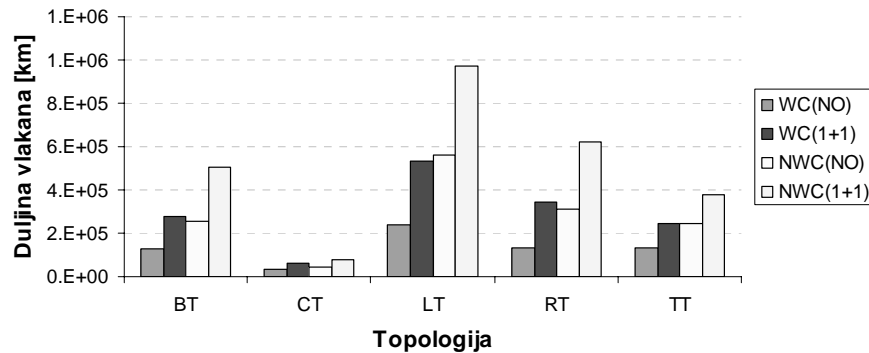
Koraci dimenzioniranja slični su onima OPS mreže i ovdje će biti samo nabrojani:

- Stvaranje topologije koristeći listu čvorova i matricu povezanosti (COST 266 topologije). Geografske udaljenosti izračunate su korištenjem Haversine formule [50]. Svaki čvor mreže modeliran je parom IPPoP/WDMPoP čvorova. WDMPoP čvorovi imaju sposobnost automatske komutacije kanala. Struktura čvora ovisi o prometnim zahtjevima i P&R mehanizmu,
- Proračun prometnih zahtjeva između čvorova korištenjem prometnog modela opisanog u 10.8.
- Utvrđivanje fizičkih putova u mreži. Korištenje bojanja grafova u arhitekturi bez pretvorbe valnih duljina da bi se dodijelile valne duljine i vlakna svakom valnom putu. Ovaj korak ovisi o odabranom P&R mehanizmu.
- Dimenzioniranje pristupnih i jezgrenih kabela i stvaranje WDM opreme.



- Stvaranje transportnih entiteta. Broj transportnih entiteta ovisi o prometnim zahtjevima i kapacitetu kanala (SDH kanal). Definiranje podataka za ON/OFF model raspoloživosti (7.1),

Ovako dimenzionirana mreže podložna je analizama dodane opreme (Slika 6.59) te analizi raspoloživosti. Duljine položenih vlakana OCS mreže bez promjene valnih duljina uglavnom su slične onima OPS mreže bez promjene valnih duljina (Slika 6.59). Oznaka *WC* odnosi se na promjenu valnih duljina, dok se *NWC* odnosi na slučaj bez promjene. Oznaka *NO* označava slučaj bez zaštite, dok 1+1 označava istu zaštitu. Dimenzioniranje je provedeno pod pretpostavkom 16 kanalnog sustava i 40 Gbit/s kanala.



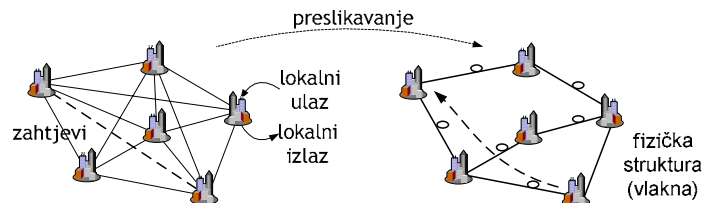
Slika 6.59 Duljine položenih vlakana u OCS mreži

## 6.5 Analitički pristup dimenzioniranju OPS mreže

### 6.5.1 Model mreže i čvora

Analitički pristup dimenzioniranju mreže polazi od pretpostavke da je vjerojatnost gubitka paketa ključni parametar kvalitete komunikacije. Polazi se od mrežnog modela koji predstavlja pojednostavljenje modela opisanog u prethodnim poglavljima zbog složenosti analitičkog proračuna. Pretpostavka je da se radi o sinkronoj mreži i komunikaciji ćelijama, odnosno optičkim paketima stalne duljine. Očite su sličnosti s ATM mrežom iz koje ovakav analitički opis i proizlazi.

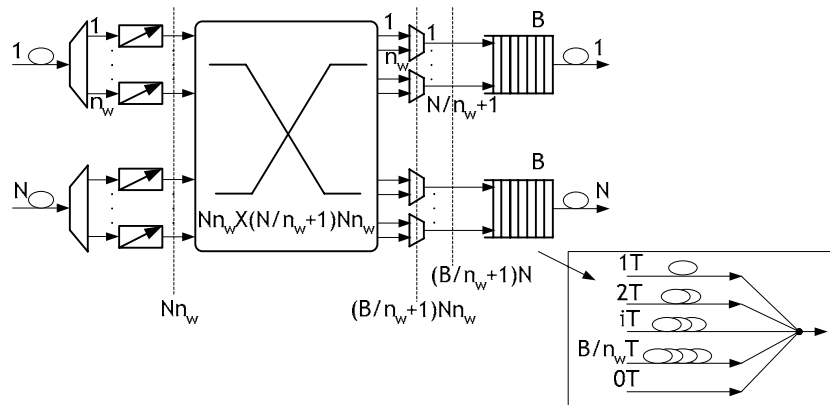
Slika 6.60 prikazuje pojednostavljeni mrežni model. Svaki čvor može slati i primati podatke iz mreže, odnosno ima svoj lokalni izvor i odredište. Prometni zahtjevi koriste fizičke WDM linkove. Između zahtjeva i fizičke topologije potrebno je napraviti mapiranje, odnosno pridružiti fizičke putove zahtjevima, jer fizička topologija općenito ne mora odgovarati logičkoj.



Slika 6.60 Pojednostavljeni model mreže

Model prospojnika temelji se na [51]. Svaki prospojnik ima  $N$  ulaza i izlaza (Slika 6.61). Prospojnik se može klasificirati kao prospojnik s prostornim prospajanjem, promjenom valnih duljina i izlaznim pohranjivanjem.

Ulazni dio prospojnika sadrži  $N$  demultipleksera s  $n_w$  izlaza. Iza njega slijedi dio s ugodivim pretvornicima valnih duljina koji mijenjaju valnu duljinu paketa da bi se optimiziralo korištenje spremnika i smanjila njegova veličina.



Slika 6.61 Arhitektura prospojnika

Središnji dio prospojnika je  $N \cdot n_w \times (B/n_w + 1) \cdot N$  neblokirajuća prostorna prospojna matrica. Broj demultipleksera i valnih duljina određuje broj ulaza prospojne matrice, dok kapacitet spremnika određuje broj izlaza.

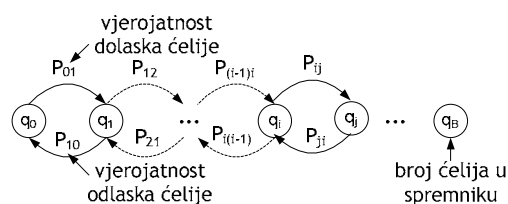
Pretpostavljeno je da svaki spremnik na izlazu ima jednak kapacitet označen kao  $B$ . To znači da u jednom trenutku u spremniku može biti najviše  $B$  ćelija. Broj linija za kašnjenje potrebnih za realizaciju spremnika ovisi o broju valnih duljina i jednak je  $B/n_w + 1$  (računajući i izravnu liniju za kašnjenje).

Kašnjenje koje unose linije za kašnjenje varira od 0 (izravna veza prema izlazu) do  $B/n_w T$ , gdje je  $T$  duljina vremenskog odsječka (slot) mreže. Svaka linija za kašnjenje prenosi multipleksirani signal i može pohraniti do  $n_w$  ćelija. Ukupan broj ćelija koje se mogu pohraniti je  $B$ , a u svakom vremenskom odsječku do  $n_w$  ćelija može izaći iz spremnika. Ukupno ima  $N$  spremnika, odnosno potrebno je  $N n_w (B/n_w + 1)$  izlaza iz prospojne matrice. Broj multipleksera na izlazu jednak je broju linija za kašnjenje (uključujući i izravnu vezu), te iznosi  $N(B/n_w + 1)$ .

### 6.5.2 Analitički proračun CLR

Postotak gubitka ćelija (CLR – Cell Loss Ratio) definira se kao omjer odbačenih ćelija i svih ćelija. U ovom se slučaju ne razmatraju gubici ćelija zbog kvarova ili fizikalnih degradacija signala prilikom prijenosa, već samo gubici zbog prepunjenja spremnika.

Analitički se proračun temelji na izračunu broja ćelija u nekom spremniku u nekom vremenskom trenutku. Broj ćelija u spremniku prikazuje se Markovljevim lancem, pri čemu svako stanje predstavlja neki broj ćelija, a prijelazi procese rađanja (dolaska ćelija), odnosno umiranja (odlaska ćelija). Slika 6.62 prikazuje opis jednog spremnika Markovljevim lancem.



Slika 6.62 Opis spremnika Markovljevim lancem

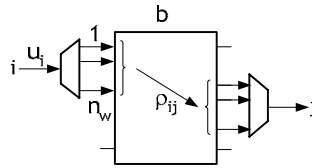
Vjerojatnost dolaska  $k$  ćelija u neki spremnik u nekom vremenskom trenutku može se izraziti kao

$$a_k = \sum_{\text{sve razdiobe } k} a(k), \quad (6.8)$$

pri čemu  $a(k)$  označava vjerojatnost jedne razdiobe  $k$  ćelija preko  $N$  ulaza prospojnika (odnosno jednog odabira ulaza koji generiraju ćeliju za promatrani spremnik) ili  $k=r_1+\dots+r_N$ ,  $0 \leq k \leq N$ . Očito je da će neke ćelije biti odbačene ukoliko je  $N > B$  ili ako je  $k$  veće od broja slobodnih mjesta u spremniku. Uzimajući u obzir da svaki od  $N$  ulaza nosi multipleksirani signal, te promatrajući prospojnu matricu s gledišta vanjskih ulaza i izlaza prospojnika (tj. kao  $N \times N$ ) dalje vrijedi

$$a(k) = \prod_{i=1}^N \binom{n_{wi}}{r_i} (u_i \rho_{ij})^{r_i} (1 - u_i \rho_{ij})^{n_{wi} - r_i}, \quad (6.9)$$

gdje  $u_i$  označava opterećenje ulaznog vlakna  $i$ ,  $\rho_{ij}$  vjerojatnost usmjeravanja s ulaza (vlakna)  $i$  na izlaz (vlakno)  $j$  (Slika 6.63). Uz to vrijedi  $r_x \in \{0, n_x\}$ , pri čemu je  $n_{wi}$  broj valnih duljina koje se koriste na vlaknu  $i$ . Broj korištenih valnih duljina najčešće odgovara ukupnom broju valnih duljina, no uzimajući u obzir da optička komutacija paketa može koegzistirati u mreži s nekim drugim mehanizmima kao optičkom komutacijom kanala ili snopova, za očekivati je da će se broj kanala (valnih duljina) pridijeljenih komutaciji paketa mijenjati od čvora do čvora ovisno o opterećenju i zahtjevima. U ovom je pristupu pretpostavljena raspodjela ukupnog opterećenja vlakna na sve raspoložive valne duljine.



Slika 6.63 Vjerojatnosti prospajanja

Vjerojatnosti prijelaza za Markovljev lanac jednake su

$$P_{ij} = \begin{cases} \sum_{l=0}^{n_w-i} a_l & 0 \leq i \leq n_w; \quad j = 0 \\ a_{j-i+n_w} & 0 \leq i \leq n_w; \quad 1 \leq j \leq B-1 \\ a_{j-i+n_w} & 0 \leq i \leq n_w; \quad i - n_w \leq j \leq B-1. \\ \sum_{l=B-i+n_w}^{n_w N} a_l & 0 \leq i \leq B; \quad j = B \\ 0 & \text{inače} \end{cases} \quad (6.10)$$

Ukoliko se vjerojatnost da u nekom spremniku u vremenskom odsječku  $m$  ima  $n$  ćelija označi s  $q_n^m$  tada slijedi sustav jednažbi za Markovljev lanac:

$$\begin{bmatrix} q_0^{m-1} & \dots & q_B^{m-1} \end{bmatrix} \cdot \underline{P} = \begin{bmatrix} q_0^m \\ \cdot \\ \cdot \\ q_B^m \end{bmatrix} \xrightarrow{t \rightarrow \infty} \begin{bmatrix} q_0 & \dots & q_B \end{bmatrix} \cdot \underline{P} = \begin{bmatrix} q_0 \\ \cdot \\ \cdot \\ q_B \end{bmatrix}, \quad \sum_{i=0}^B q_i = 1, \quad (6.11)$$

gdje  $P$  označava matricu vjerojatnosti prijelaza. Ovaj se skup jednadžbi dalje može riješiti korištenjem navedenih ograničenja na kapacitet spremnika i broj ćelija koje mogu doći u spremnik u jednom vremenskom odsječku.

Nakon što je opisan proces dolazaka ćelija u spremnik (proces rađanja) slijedi opis procesa odlazaka ćelija (proces umiranja). Broj ćelija koje mogu napustiti spremnik  $i$  u jednom vremenskom odsječku jednak je  $n_w \rho_{0\lambda}$ , pri čemu  $\rho_{0\lambda}$  označava srednji broj valnih duljina koje se ne koriste na izlazu  $i$ .  $\rho_{0\lambda}^i$  se može izračunati kao [51]:

$$\rho_{0\lambda}^i = \sum_{j=0}^{n_{wi}} \sum_{k=0}^{n_{wi}-j} a_k^i q_j (n_{wi} - (j+k)). \quad (6.12)$$

Postotak uspješnih ćelija (CSR - *Cell Success Ratio*) za spremnik  $i$  može se definirati kao omjer broja uspješno prenesenih (pohranjenih ili izravno prenesenih) ćelija  $n_w \rho_{0\lambda}^i$  i srednjeg broja ćelija koje su došle u spremnik  $i$  u svim vremenskim odsječcima  $n_w u_i$ .  $u_i$  označava opterećenje izlaza  $i$  koje je jednako zbroju svih ulaznih opterećenja pomnoženih s odgovarajućom vjerojatnošću usmjerenja na izlaz (vlakno)  $i$ . Slijedi izraz

$$CLR^i = 1 - CSR^i = 1 - \frac{n_{wi} - \rho_{0\lambda}^i}{n_{wi} \cdot u_i}. \quad (6.13)$$

Proračun CLR za jedan zahtjev može se izraziti kao

$$CLR_{demand} = 1 - \prod_i \left( 1 - CLR_i \frac{\text{promet zahtjeva}}{\text{ukupan promet vlakna } i} \right), \quad (6.14)$$

gdje  $i$  označava sva vlakna na fizičkom putu kojim prolazi promatrani zahtjev, a  $CLR_i$  označava CLR za vlakno  $i$ .

Proračun vremena kašnjenja temelji se na proračunu ukupnog vremena pohranjivanja u svakom čvoru  $i$  za svaki zahtjev. Srednji broj ćelija pohranjenih u spremniku može se napisati kao sljedeća suma:

$$\overline{n_q} = \sum_{i=0}^B i q_i. \quad (6.15)$$

Dalje slijedi srednji broj ćelija po jednoj valnoj duljini i srednje vrijeme čekanja za ćelije:

$$\overline{n_{wl}} = \frac{\overline{n_q}}{n_{wl}}, \overline{t_d} = \overline{n_{wl}} T, \quad (6.16)$$

pri čemu je  $T$  trajanje jednog vremenskog odsječka.

### 6.5.3 Implementacija

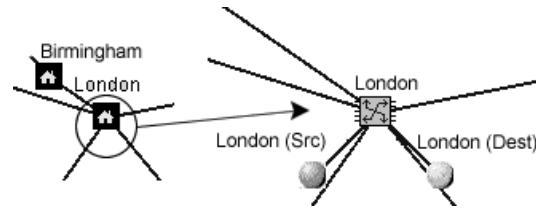
Analitički proračun CLR i vremena kašnjenja implementiran je korištenjem CANPC alata [52] razvijenom u Laboratoriju za telekomunikacije, EPFL, Švicarska.

Mrežni opis zasniva se na skriptnom jeziku Python koji omogućuje jednostavan i fleksibilan opis mreža različitih veličina. Topologija se može opisati korištenjem skripte ili dizajniranjem u grafičkom sučelju. Sučelje je zasnovano na Python jeziku upotpunjenim GTK+ skupom grafičkih modula. Analiza mreže također je implementirana u Pythonu što predstavlja i najveći problem zbog brzine izvršavanja. Python je naime interpretirani jezik i nije pogodan za algoritme s velikim brojem

matematičkih operacija koje zahtijevaju dugo vrijeme izvođenja, ili za iterativne ili evolutivne optimizacijske procedure (npr. RWA). Zbog toga su vremenski kritični dijelovi algoritma implementirani u izvršnim verzijama C/C++ programa. Slika 6.64 prikazuje strukturu čvora implementiranog u CANPC alatu.

Mrežni objekt (čvor)

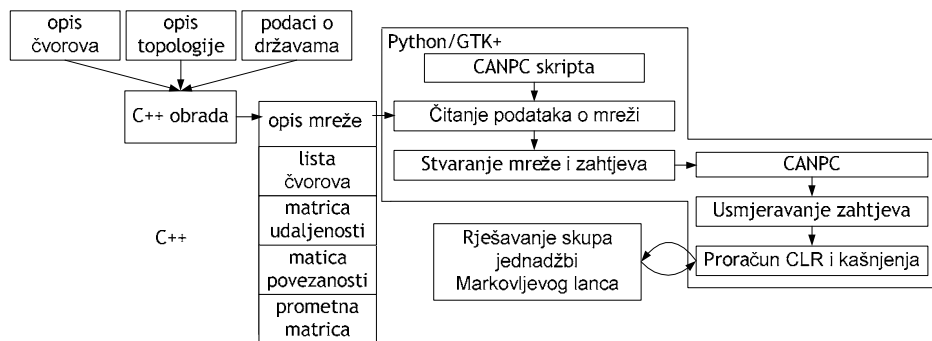
<i>Atributi mrežnog objekta</i>	Ime, tip, koordinate, ...
<i>Protokol</i>	Atribut A, ...
...	...
<i>Rezultati</i>	Vrijednost A, ...
...	...



Slika 6.64 Struktura čvora (CANPC)

Čvorovi mreže odgovaraju gradovima uključenim u topologiju. Svaki čvor ima mogućnost optičkog prospajanja paketa, te se sastoji od optičkog prospojnika, izvorišta i odredišta optičkih paketa. Izvorišta i odredišta povezana su s prospojnikom linkovima dugim 10 km (proizvoljna pretpostavka). Vidljivo je da je ovakav model pojednostavljenije prethodno opisanog (Slika 6.1), gdje je IPPoP čvor (sveden na izvorište i odredište) implementiran skupa s WDMPoP čvorom (sveden na optički prospojnik).

Ulazni podaci opisani su jednostavnim tekstualnim datotekama koje uključuju listu čvorova mreže (ime čvora, državu i geografske koordinate), topologiju (prikazana kao lista svih veza koje svaki čvor ima), te podatke o državama (populacija, broj poslovnih zaposlenika te broj računala spojenih na Internet). Ove se datoteke obrađuju da bi se stvorile odgovarajuće memorijske strukture koje opisuju listu čvorova, matricu povezanosti i prometnu matricu, a koje su lako dalje obradive Python jezikom. Ovaj dio pretprocesiranja podataka implementiran je u C++ (Slika 6.65, lijevi dio sheme).



Slika 6.65 Struktura algoritma

Obradeni podaci dalje služe kao ulazni podaci u Python skriptu koja stvara topologiju mreže i prometne zahtjeve. Stvorena se topologija prikazuje u CANPC grafičkom sučelju. Sljedeći korak je primjena algoritama usmjeravanja koji pridružuju niz kabela svakom zahtjevu. Vlakna se dodaju u kabel prema ukupnom kapacitetu zahtjeva koji koristi dio puta na kojem je položen kabel. Pretpostavljeno je da su kanali kapaciteta 40 Gbit/s. Većim kapacitetom kanala se smanjuje potreban broj kanala što skraćuje vrijeme izvođenja algoritma. Broj iteracija algoritma potreban da pokrije sve moguće slučajeve dolaska ćelija u spremnik (proračun  $a_k$  za svaki spremnik i sve moguće vrijednosti  $k$ ) jednaka je  $(1+n_w)^N$  gdje  $n_w$  označava broj

korištenih valnih duljina, a  $N$  broj ulaza u prospojnik. Proračun je proveden stoga za 4 i 8 valnih duljina po vlaknu.

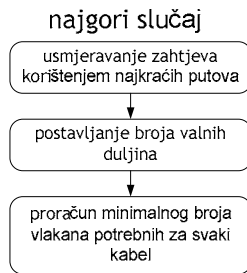
Vremenski je najzahtjevniji dio algoritma rješavanje skupa jednačbi Markovljevog lanca zbog velikog broja mogućeg raspodjela broja  $k$  preko ulaza prospojnika. Broj kombinacija ovisi o broju ulaza prospojnika i broju valnih duljina. Ovaj dio algoritma implementiran je u C++ jeziku. Ulazni i izlazni podaci razmijenjeni su s Python skriptom.

### 6.5.4 Procedura dimenzioniranja mreže

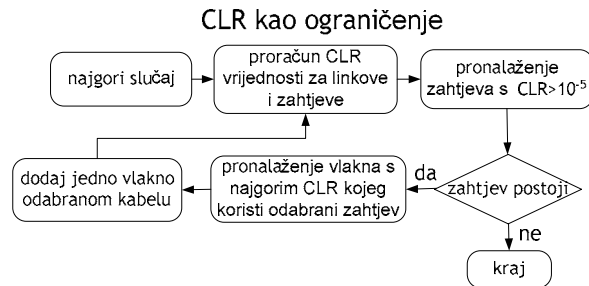
Procedura dimenzioniranja sastoji se od dva dijela:

- dimenzioniranje za najgori slučaj (*worst-case planning*), te
- dimenzioniranje s CLR ograničenjem.

Pojam najgoreg slučaja odnosi se na dimenzioniranje u kojem se ne vodi računa o CLR iznosu, odnosno dodaje se najmanji broj vlakana potrebnih za prijenos zahtjeva. Broj vlakana tako ovisi samo o ukupnom kapacitetu zahtjeva koji koriste neki kabel, broju valnih duljina, te kapacitetu svakog kanala (Slika 6.66).



Slika 6.66 Dimenzioniranje bez CLR ograničenja



Slika 6.67 Dimenzioniranje s CLR ograničenjem

Rezultat prethodno opisanog postupka može se popraviti smanjivanjem CLR zahtjeva ispod neke zadane vrijednosti. Slika 6.67 prikazuje korake procedure dimenzioniranja koja koristi minimalno rješenje kao ulazni podatak.

### 6.5.5 Rezultati

Analitički proračun CLR vrijednosti i vremena čekanja proveden je za sve COST 266 topologije za 4 i 8 valnih duljina po vlaknu i 40 Gbit/s kanalom. Rezultati uključuju srednje i najgore CLR vrijednosti zahtjeva i linka, kao i vrijeme čekanja. Vremena čekanja izražena su relativno prema duljini vremenskog odsječka. Broj linija za kašnjenje postavljen je na 3 (uključujući i izravnu liniju). Vremena su izražena relativno prema kašnjenju koje unosi linija za kašnjenje osnovne duljine.

Oznaka ( $S$ ) označava izvorište optičkih paketa (*source*), dok oznaka ( $D$ ) označava odredište optičkih paketa (*destination*) unutar naznačenog čvora.

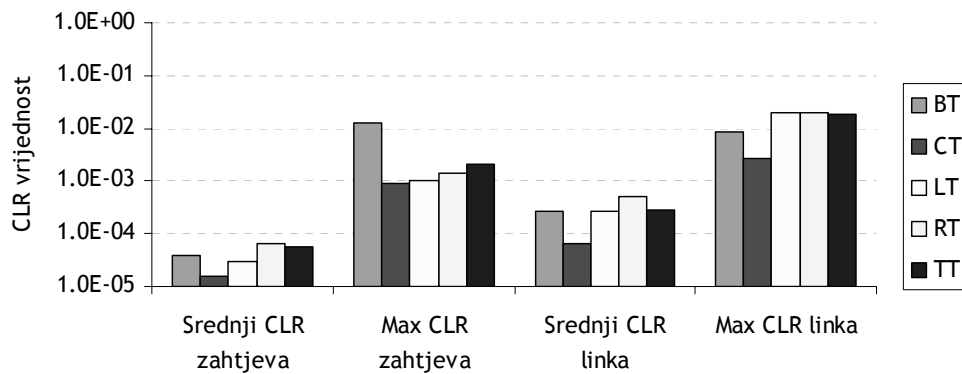
#### **Dimenzioniranje mreže bez CLR ograničenja**

Tabela 6.4 prikazuje rezultate dimenzioniranja mreže bez CLR ograničenja uz 4 valne duljine po vlaknu.

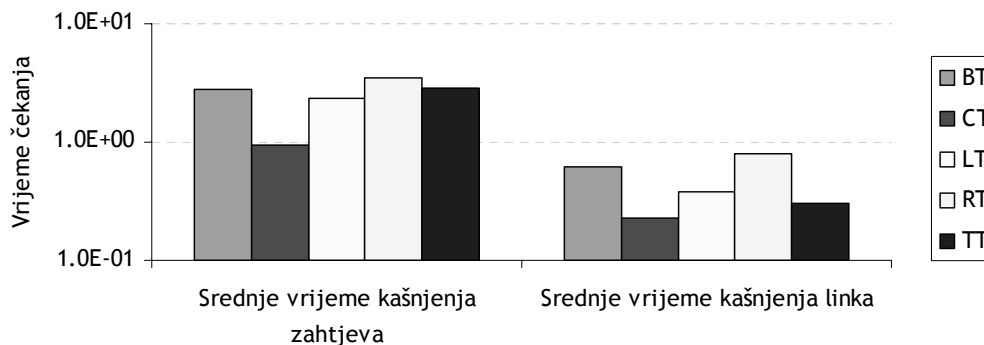
Tabela 6.4. Rezultati za 4 valne duljine po vlaknu

Topologija	BT	CT	LT	RT	TT
Srednja CLR vrijednost zahtjeva	$3.9263 \cdot 10^{-5}$	$1.6164 \cdot 10^{-5}$	$3.0159 \cdot 10^{-5}$	$6.4052 \cdot 10^{-5}$	$5.5823 \cdot 10^{-5}$
Max CLR zahtjeva	$1.2259 \cdot 10^{-2}$ Frankfurt(S) →Milan(D)	$8.9436 \cdot 10^{-4}$ London(S) →Amsterd.(D)	$1.0075 \cdot 10^{-3}$ Amsterdam(S) →London(D)	$1.3924 \cdot 10^{-3}$ London(S) →Warsaw(D)	$2.0795 \cdot 10^{-3}$ London(S) →Warsaw(D)
Srednje i najduže vrijeme kašnjenja zahtjeva	2.8035 (max: 24.0) Rome(S) →Glasgow(D)	0.9577 (max: 21.0) Rome(S) →Amsterd.(D)	2.3574 (max: 21.0) Munich(S) →Birming.(D)	3.4514 (max: 27.0) London(S) →Warsaw(D)	2.8277 (max: 18.0) Dublin(S)→ Warsaw(D)
Srednji CLR linka	$2.6985 \cdot 10^{-4}$	$6.2570 \cdot 10^{-5}$	$2.6604 \cdot 10^{-4}$	$5.0444 \cdot 10^{-4}$	$2.8137 \cdot 10^{-4}$
Max CLR linka	$8.5781 \cdot 10^{-3}$ Amsterdam →Brussels	$2.6376 \cdot 10^{-3}$ Amsterdam →Amsterd.(D)	$2.0137 \cdot 10^{-2}$ Amsterdam →London	$1.9776 \cdot 10^{-2}$ Hamburg →Berlin	$1.8416 \cdot 10^{-2}$ Warsaw→ Warsaw(D)
Srednje vrijeme kašnjenja linka	0.6122	0.2311	0.3799	0.7926	0.3026

Vidljivo je da su neki od linkova kritični u svim topologijama s obzirom na CLR vrijednost. Link *Hamburg*→*Berlin* kritičan je u nekoliko slučajeva. Osim opterećenja na CLR utječe i stupanj čvora tako da link s najgorom CLR vrijednošću ne mora biti ujedno i onaj s najvećim opterećenjem.



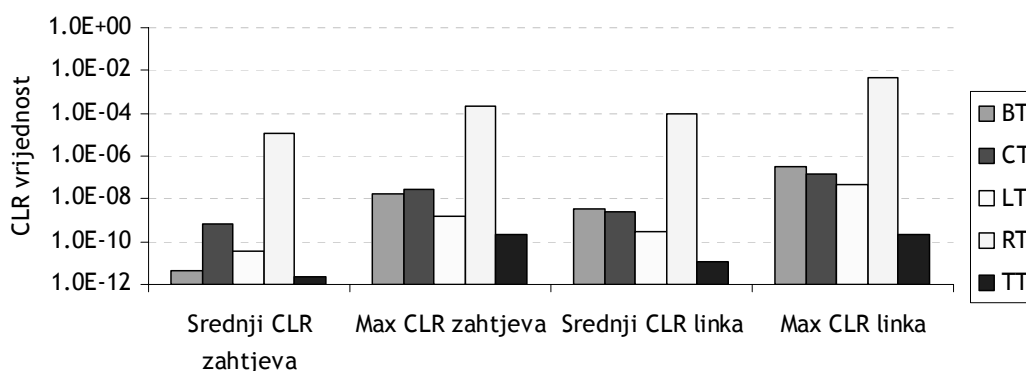
Slika 6.68 CLR vrijednosti za link i zahtjev za 4 valne duljine



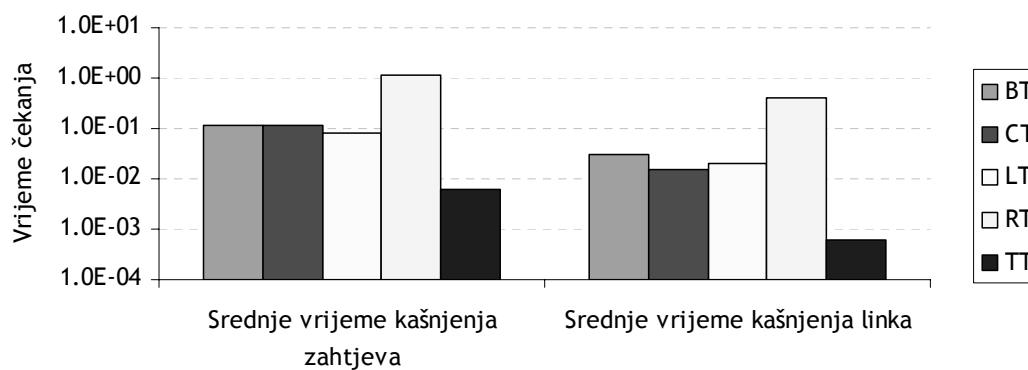
Slika 6.69 Propagacijska vremena za link i zahtjev za 4 valne duljine

Tabela 6.5. Rezultati za 8 valnih duljina po vlaknu

Topologija	BT	CT	LT	RT	TT
Srednja CLR vrijednost zahtjeva	$4.5572 \cdot 10^{-12}$	$6.7226 \cdot 10^{-10}$	$3.6308 \cdot 10^{-11}$	$1.1928 \cdot 10^{-5}$	$2.2615 \cdot 10^{-12}$
Max CLR zahtjeva	$1.8367 \cdot 10^{-8}$	$2.5847 \cdot 10^{-8}$	$1.5034 \cdot 10^{-9}$	$2.1218 \cdot 10^{-4}$	$2.0734 \cdot 10^{-10}$
	Berlin(S) →Hamburg(D)	Amsterdam(S) →London(D)	Berlin(S) →Hamburg(D)	Hamburg(S) →Berlin(D)	Barcelona(S) →Bordea.(D)
Srednje i najduže vrijeme kašnjenja zahtjeva	0.1142 (max: 21.0)	0.1159 (max: 15.0)	0.0840 (max: 24.0)	1.1387 (max: 27.0)	0.0060 (max: 18.0)
	Zagreb(S) →London(D)	Munich(S) →London(D)	Zagreb(S) →Birming.(D)	Milan(S) →Warsaw(D)	Stockh.(S) →London(D)
Srednji CLR linka	$3.1321 \cdot 10^{-9}$	$2.6023 \cdot 10^{-9}$	$3.2028 \cdot 10^{-10}$	$9.3934 \cdot 10^{-5}$	$1.1398 \cdot 10^{-11}$
Max CLR linka	$3.2977 \cdot 10^{-7}$	$1.5371 \cdot 10^{-7}$	$4.5971 \cdot 10^{-8}$	$4.5437 \cdot 10^{-3}$	$2.0707 \cdot 10^{-10}$
	Berlin →Hamburg	Amsterdam →London	Berlin →Hamburg	Hamburg →Berlin	Barcelona →Bordeaux
Srednje vrijeme kašnjenja linka	0.0308	0.015	0.0207	0.4052	$6.1506 \cdot 10^{-4}$



Slika 6.70 CLR vrijednosti za link i zahtjev za 8 valnih duljina



Slika 6.71 Propagacijska vremena za link i zahtjev za 8 valnih duljina



CLR se smanjuje s porastom broja valnih duljina zbog povećanja kapaciteta spremnika (Slika 6.68, Slika 6.70). Povećanje kapaciteta proporcionalno je s brojem valnih duljina. Na veliki utjecaj smanjenja CLR utječe i pad opterećenja kanala u slučajevima kada je broj vlakana isti za 4 i 8 valnih duljina jer je prometna matrica ostala ista kao i u slučaju s 4 valne duljine. Tabela 6.6 prikazuje proračun opterećenja po kanalu za sve topologije. Odabrana su tri kabela s najvećim prometom u cijeloj mreži. Vidljivo je da najveći promet ne znači i najveće opterećenje po kanalu jer se pretpostavlja dijeljenje prometa po svim valnim duljinama. Zbog zrnatosti podjele na 4 i 8 valnih duljina neki su linkovi predimenzionirani i za minimalno dimenzioniranje. Ukupno opterećenje dano je relativno prema jednom kanalu (1 erl = 100 % opterećenja kanala).

Tabela 6.6 Proračun opterećenja po kanalu

Topologija	Link	Ukupno opterećenje	Broj vlakana		Opterećenje kanala	
			4	8	4	8
<b>BT</b>	Berlin->Hamburg	6.578729 erl	2	1	0.822	0.822
	Amsterdam->Hamburg	4.849352 erl	2	1	0.606	0.606
	London(Src)->London	4.305975 erl	2	1	0.478	0.478
<b>CT</b>	London->London(Dest)	9.293044 erl	3	2	0.774	0.581
	London->Amsterdam	6.713016 erl	2	1	0.839	0.839
	Zurich->Strasbourg	5.516391 erl	2	1	0.690	0.690
<b>LT</b>	Hamburg->Berlin	6.366376 erl	2	1	0.796	0.796
	Hamburg->Amsterdam	4.553134 erl	2	1	0.569	0.569
	London->Amsterdam	3.94894 erl	1	1	0.988	0.494
<b>RT</b>	Berlin->Hamburg	7.846037 erl	2	1	0.981	0.981
	Amsterdam->Hamburg	6.279764 erl	2	1	0.785	0.785
	Strasbourg->Zurich	5.690017 erl	2	1	0.711	0.711
<b>TT</b>	London(Src)->London	4.305975 erl	2	1	0.538	0.538
	Warsaw->Warsaw(Dest)	3.952713 erl	1	1	0.988	0.494
	Berlin->Hamburg	3.85742 erl	1	1	0.964	0.482

*RT* ima najveću srednju vrijednost CLR zahtjeva zbog slabe povezanosti topologije. Linkovi su u toj topologiji najjače opterećeni. *BT* i *TT* imaju jednake prometne matrice kao i *RT* no veću povezanost što znači manje opterećenje linkova i manji CLR. Kako se povećava srednje opterećenje tako raste i broj izgubljenih ćelija, odnosno CLR. *TT* ima stoga najmanji CLR zbog najveće povezanosti među svim topologijama.

Slika 6.69 i Slika 6.71 prikazuju vremena kašnjenja za sve topologije za 4 i 8 valnih duljina. *RT* ponovno pokazuje najgore rezultate iz istog razloga kao i pri računanju CLR. Slaba povezanost i visoko opterećenje linkova uzrokuje učestala pohranjivanja ćelija, odnosno veliko kašnjenje s kraja na kraj. *TT* ima najmanje vrijeme kašnjenja zbog velike povezanosti i rijetkog pohranjivanja.

Iz rezultata je vidljivo da je *TT* s najmanjim CLR vrijednostima i najkraćim vremenima čekanja najpovoljnija topologija, dok je *RT* najlošiji izbor. Ipak dobre

performanse za sobom povlače i veliku cijenu *TT* mreže zbog najbolje povezanosti, odnosno najveće duljine vlakana i stupnjeva čvorova.

Prilikom traženja optimuma između cijene i performanse potrebno je u obzir uzeti gornje granice CLR vrijednosti ili vremena kašnjenja koje može zahtijevati neka usluga. U nekim je slučajevima najveća CLR vrijednost zahtjeva neprihvatljivo visoka (npr.  $10^{-2}$  u *BT*).

### **Dimenzioniranje mreže s CLR ograničenjem**

Druga grupa rezultata sadrži CLR vrijednosti i vremena kašnjenja za iste topologije ali uz primjenu dimenzioniranja s CLR ograničenjem od  $10^{-5}$  kao najvećom dopuštenom vrijednošću za zahtjev. *BT*, *CT*, *LT* i *TT* s 8 valnih duljina zadovoljavaju već kod minimalnog dimenzioniranja postavljeni zahtjev (Tabela 6.5) te nisu uključene u daljnja razmatranja.

*Tabela 6.7 Rezultati dimenzioniranja mreže s CLR ograničenjem*

<b>Topologija</b>	<b>BT (4)</b>	<b>CT (4)</b>	<b>RT (4)</b>
Srednja CLR vrijednost zahtjeva	$2.1806 \cdot 10^{-7}$	$1.9218 \cdot 10^{-7}$	$2.2305 \cdot 10^{-7}$
Max CLR zahtjeva	$4.4515 \cdot 10^{-6}$	$4.3337 \cdot 10^{-6}$	$6.8058 \cdot 10^{-6}$
	Frankfurt(S)→London(D)	Milan(S)→Frankfurt(D)	Warsaw(S)→London(D)
Srednje i najduže vrijeme kašnjenja zahtjeva	0.4591 (max: 24.0)	0.4644 (max: 21.0)	0.6778 (max: 27.0)
	Rome(S)→Glasgow(D)	Lyon(S)→Prague(D)	Warsaw(S)→London(D)
Srednji CLR linka	$1.4987 \cdot 10^{-6}$	$7.4392 \cdot 10^{-7}$	$1.7565 \cdot 10^{-6}$
Max CLR linka	$5.8178 \cdot 10^{-5}$	$3.1239 \cdot 10^{-5}$	$1.0269 \cdot 10^{-4}$
	Berlin→Prague	Strasbourg→Frankfurt	Hamburg→Amsterdam
Srednje vrijeme kašnjenja linka	0.1243	0.1248	0.2327

<b>Topologija</b>	<b>LT (4)</b>	<b>TT (4)</b>	<b>RT (8)</b>
Srednja CLR vrijednost zahtjeva	$1.9575 \cdot 10^{-7}$	$7.0184 \cdot 10^{-9}$	$2.9259 \cdot 10^{-11}$
Max CLR zahtjeva	$4.5117 \cdot 10^{-6}$	$4.0646 \cdot 10^{-7}$	$9.3333 \cdot 10^{-10}$
	Amsterdam(S)→Dusseldorf(D)	London(S)→Milan(D)	Warsaw(S)→London(D)
Srednje i najduže vrijeme kašnjenja zahtjeva	0.5751 (max: 21.0)	0.3290 (max: 21.0)	0.1124 (max: 21.0)
	Lyon(S)→Prague(D)	Dublin(S)→Rome(D)	Rome(S)→Amsterdam(D)
Srednji CLR linka	$1.7267 \cdot 10^{-6}$	$3.5373 \cdot 10^{-8}$	$2.3041 \cdot 10^{-10}$
Max CLR linka	$7.4731 \cdot 10^{-5}$	$3.9501 \cdot 10^{-6}$	$1.7674 \cdot 10^{-8}$
	Berlin→Hamburg	Strasbourg→Zurich	Hamburg→Amsterdam
Srednje vrijeme kašnjenja linka	0.1814	0.0428	0.0338

Tabela 6.8 prikazuje usporedbu rezultata dimenzioniranja mreže bez i s CLR ograničenja. Vidljivo je da vrlo malo povećanje u duljini vlakana (do 6 %) rezultira u drastičnom smanjenju CLR i do nekoliko redova veličine.

Tabela 6.8 Usporedba rezultata dimenzioniranja mreža s i bez CLR ograničenja

Topologija	BT (4)	CT (4)	LT (4)
Broj iteracija	16	5	5
Promjena u ukupnoj duljini vlakana (%)	5.84	5.03	2.36
Promjena u najvećoj CLR vrijednosti zahtjeva (omjer)	$3.63 \cdot 10^{-4}$	$4.85 \cdot 10^{-3}$	$4.48 \cdot 10^{-3}$
Promjena u srednjoj CLR vrijednosti zahtjeva (omjer)	$5.55 \cdot 10^{-3}$	$0.19 \cdot 10^{-2}$	$6.49 \cdot 10^{-3}$
Promjena u najvećoj CLR vrijednosti linka (omjer)	$1.20 \cdot 10^{-2}$	$1.18 \cdot 10^{-2}$	$3.71 \cdot 10^{-3}$
Promjena u srednjoj CLR vrijednosti zahtjeva (omjer)	$5.55 \cdot 10^{-3}$	$1.19 \cdot 10^{-2}$	$6.49 \cdot 10^{-3}$
Promjena u srednjoj vrijednosti kašnjenja zahtjeva (%)	79.79	46.00	52.25

Topologija	RT (4)	RT (8)	TT (4)
Broj iteracija	9	2	11
Promjena u ukupnoj duljini vlakana (%)	3.01	1.62	2.22
Promjena u najvećoj CLR vrijednosti zahtjeva (omjer)	$4.89 \cdot 10^{-3}$	$4.40 \cdot 10^{-6}$	$1.95 \cdot 10^{-4}$
Promjena u srednjoj CLR vrijednosti zahtjeva (omjer)	$3.48 \cdot 10^{-3}$	$2.45 \cdot 10^{-6}$	$1.26 \cdot 10^{-4}$
Promjena u najvećoj CLR vrijednosti linka (omjer)	$5.19 \cdot 10^{-3}$	$3.89 \cdot 10^{-6}$	$2.14 \cdot 10^{-4}$
Promjena u srednjoj CLR vrijednosti zahtjeva (omjer)	$3.48 \cdot 10^{-3}$	$2.45 \cdot 10^{-6}$	$1.26 \cdot 10^{-4}$
Promjena u srednjoj vrijednosti kašnjenja zahtjeva (%)	70.64	91.66	85.86

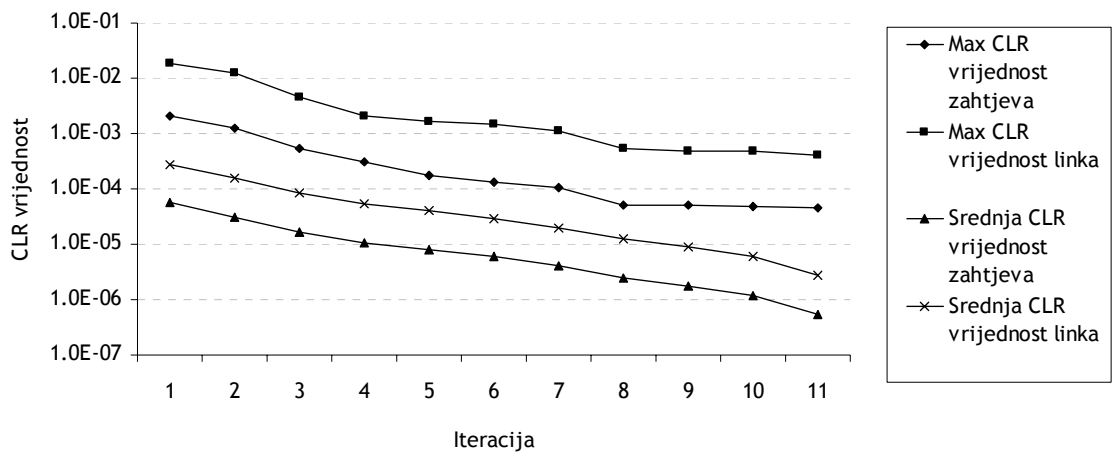
Broj iteracija odgovara broju povećanja vlakana u kabelima. U nekim je slučajevima broj iteracija neparan (u neparnom je broju koraka dostignuto optimizacijsko ograničenje) sto upućuje da dobiveno rješenje nije simetrično (u oba se smjera ne koristi isti broj vlakana). Povećanjem broja vlakana povećava se i broj dijeljenih linija za kašnjenje što uzrokuje promjenu CLR vrijednosti svih vlakana koje ulaze u prosjok. Vidljivo je razmjerno mali broj iteracija dovodi do drastičnog smanjenja CLR.

Tabela 6.9 sadrži CLR vrijednosti najgoreg zahtjeva prilikom modeliranja TT mreže s 4 valne duljine.

Tabela 6.9 CLR vrijednosti najgoreg zahtjeva tijekom procedure dimenzioniranja

Iteracija	Najgori zahtjev	CLR vrijednost najgoreg zahtjeva
1	London(S)→Warsaw(D)	$2.0795 \cdot 10^{-3}$
2	Berlin(S)→Hamburg(D)	$1.2249 \cdot 10^{-3}$
3	London(S)→Warsaw(D)	$5.4572 \cdot 10^{-4}$
...		
11	Warsaw(S)→Berlin(D)	$4.6100 \cdot 10^{-5}$

Slika 6.72 prikazuje promjene CLR vrijednosti tijekom procedure dimenzioniranja



Slika 6.72 Promjene CLR vrijednosti tijekom procedure dimenzioniranja

# 7 Raspoloživost mreže

Raspoloživost ( $A$ , *availability*) je vjerojatnost da je promatrani entitet funkcionalan u određenom vremenskom trenutku. Neraspoloživost ( $U$ , *unavailability*) je komplementarna mjera često korištena za izražavanje podataka jer je raspoloživost najčešće veličina vrlo blizu broju 1. Zato slijedi

$$U = 1 - A. \quad (7.1)$$

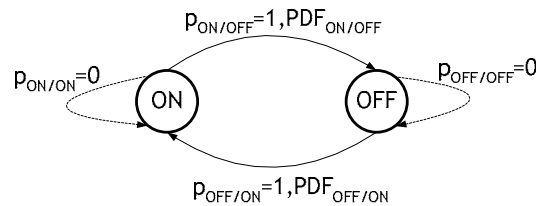
Pojam entiteta u gornjoj definiciji u ovom radu obuhvaća komponente mreže te mrežu kao sustav koji se sastoji od komponenata. Definicija raspoloživost dozvoljava da su sustav (mreža) i njegove komponente popravljive. U ovom se radu računa raspoloživost transportnih entiteta koji opisuju komunikaciju u mreži, a koji su logičkim izrazom vezani uz fizičke komponente mreže. Iz toga slijedi i raspoloživost mreže koja je logičkim izrazom povezana s raspoloživošću njezinih transportnih entiteta.

## 7.1 ON/OFF model raspoloživosti

Najčešće korišteni model raspoloživosti je ON/OFF model koji pretpostavlja da promatrani entitet može biti samo u dva stanja – ispravnom (ON) i pokvarenom (OFF). Ulazni podaci za takav model uključuju definiranje funkcije gustoće vjerojatnosti vremena kvarova i popravaka (PDF, *Probability Density Function*). Pretpostavljena je eksponencijalna razdioba vremena kvarova i popravaka pa je za svaku komponentu potrebno zadati srednje vrijeme do kvara (MTTF, *Mean Time to Failure*) i srednje vrijeme do popravka (MTTR, *Mean Time to Repair*):

$$PDF = \begin{bmatrix} 0 & PDF_{12} \\ PDF_{21} & 0 \end{bmatrix}, \quad PDF_{12} = \begin{cases} \exp \\ \lambda = 1/MTTF \end{cases} \quad PDF_{21} = \begin{cases} \exp \\ MTTR \end{cases}. \quad (7.2)$$

Slika 7.1 prikazuje Markovljev model ON/OFF modela raspoloživosti. Radi se o modelu s diskretnim stanjima i kontinuiranim vremenom. Vjerojatnosti prijelaza u isto stanje jednake su 0, dok su vjerojatnosti prijelaza u suprotno stanje jednake 1. Vremena prijelaza u potpunosti su određena pripadnim PDF.



Slika 7.1 Prikaz ON/OFF modela raspoloživosti Markovljevim modelom

Za eksponencijalno raspodijeljena vremena kvarova i popravaka funkcija raspoloživosti teži asimptotskoj raspoloživosti  $A_s$  kako vrijeme  $t$  teži k beskonačnosti:

$$A = A_s = \lim_{t \rightarrow \infty} A(t). \quad (7.3)$$

Umjesto MTTF često se koristi funkcija intenziteta kvarova  $\lambda$  koji predstavlja broj kvarova u vremenskom intervalu. Ako je  $\lambda_t = \lambda_0 = \text{konst.}$  tada vrijedi  $MTTF = 1/\lambda_0$ . Ova se mjera izražava u jedinici FIT (intenzitet kvarova, *failure intensity*) što odgovara

jednom kvaru u  $10^9$  sati. Jednako se tako MTTR može izraziti kao intenzitet popravaka  $\mu$ , odnosno broj popravaka u vremenskom periodu. Slijedi da je  $\mu=1/MTTR$ .

Asimptotska (ne)raspoloživost neredundantnog i popravljivog sustava slijedi iz Markovljevog modela raspoloživosti korištenjem početnog uvjeta  $A(t=0)=1$ :

$$A = \frac{\mu}{\lambda + \mu}, \quad U = \frac{\lambda}{\lambda + \mu}. \quad (7.4)$$

S obzirom da je  $\lambda \ll \mu$  vrijedi pojednostavljenje

$$A = \frac{\mu}{\lambda + \mu}, \quad U \approx \frac{\lambda}{\mu} = \lambda \cdot MTTR. \quad (7.5)$$

Ukoliko je cilj modeliranja mreže proračun raspoloživosti dovoljno je koristiti transportne entitete i podatke za ON/OFF model komponenata.

$\lambda$  i MTTR su jedine vrijednosti koje parametriziraju ON/OFF model pod pretpostavkom eksponencijalno raspodijeljenih vremena. Tabela 7.1 sadrži podatke za komponente uključene u proračun raspoloživosti.

Tabela 7.1 Podaci za ON/OFF model

Tip komponente	Učestalost kvarova [fit]	MTTR
Transponder (predajnik + prijemnik)	2000	6
Pretvornik valnih duljina	200	6
Multiplekser	200	6
Demultiplekser	200	6
Prospojnik	1000	6
Kabel [1/km]	100	21
Pojačalo (EDFA)	650	6

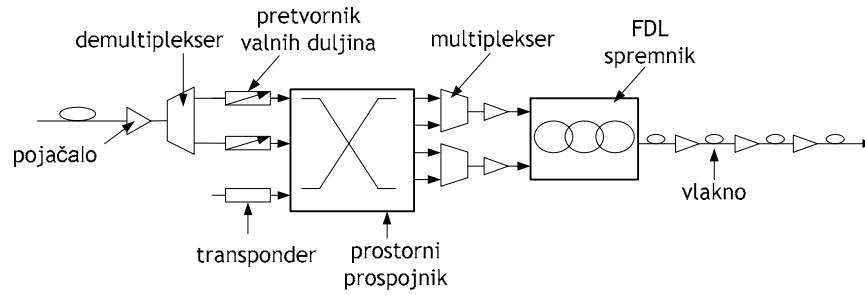
Kvarovi komponenti su neovisni ili 100% zavisni kao u slučaju kvara (presijecanja) kabela koji implicira kvar (presijecanje) svih sadržanih vlakana. Pretpostavlja se da se podaci o raspoloživosti ne mijenjaju tijekom vremena.

## 7.2 Raspoloživost transportnih entiteta

Izračun raspoloživosti transportnih entiteta temelji se na određivanju logičkih izraza koji jednoznačno opisuju transportni entitet korištenjem komponenata koje oni koriste.

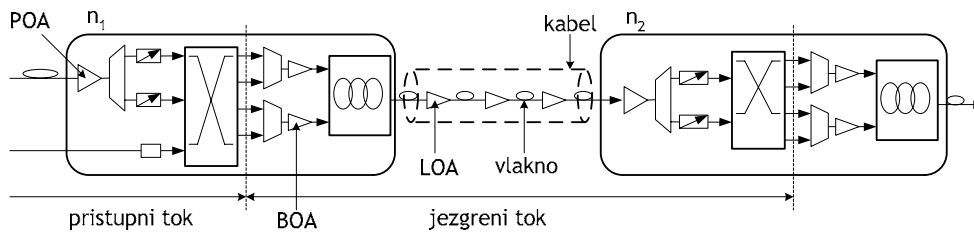
### 7.2.1 OPS mreža

Raspoloživost toka (dio 6.3.1) ovisi o raspoloživosti opreme koju koristi. Oprema uključuje multiplekser/demultiplekser, prostorni prospojnik, pretvornike valnih duljina, pojačala i transpondere ako se radi o pristupnom toku (Slika 7.2).



Slika 7.2 Oprema koja određuje raspoloživost toka

Problem definiranja granice opreme za jedan tok određen je razlikovanjem pristupnog i jezgrenog toka (Slika 7.3). Ulaznom pristupnom toku pripada sva oprema do multipleksiranja signala u rubnom čvoru, dok jezgrenom toku pripada sva oprema do multipleksiranja signala u svakom sljedećem jezgrenom čvoru. Jasno je da izlaznom pristupnom toku ne pripada nikakva oprema ako se zanemari vjerojatnost presijecanja pristupnog kabela.



Slika 7.3 Oprema koja pripada pristupnom i jezgrenom toku

Iz prethodne slike za jezgreni tok slijedi skupovni izraz koji opisuje korištenu opremu

$$F_{core}(c, f) = E_{mux}(n_1, c, f) \cap E_{boa}(n_1, c, f) \cap \left( \bigcap_{\forall LOA \in (c_2, f_2)} E_{loa}(c, f) \right) \cap f(c) \cap \left( \bigcap_{\forall Wc \in (C, f)} E_{wc}(n_1, c, f) \right) \cap E_{sw}(n_2) \quad (7.6)$$

pri čemu  $c$  označava kabl koji povezuje čvorove  $n_1$  i  $n_2$ , a  $f$  vlakno u kablom. Oznaka  $E$  općenito označava mrežni element, dok je tip određen indeksom. Izraz se odnosi na jezgreni tok koji opisuje komunikaciju koja pripada jednom zahtjevu na jednom vlaknu između para čvorova. Isti izraz za ulazni pristupni tok glasi

$$F_{in}(c, f) = E_{trans}(n_s, c, f) \cap E_{sw}(n_s), \quad (7.7)$$

gdje  $c$  označava pristupni kabl čvora izvorišnog čvora  $n_s$ , a  $f$  vlakno s prijenosom u temeljnom pojasu u tom kablom.

U prethodni se izraz može uvesti dodatan logički entitet koji opisuje kvar vlakna uzrokovan presijecanjem optičkog kabela. Pretpostavlja se potpuna zavisnost presijecanja kabela i vlakna tako da za jezgreni tok vrijedi

$$F_{core}(c, f) = E_{mux}(n_1, c, f) \cap E_{boa}(n_1, c, f) \cap \left( \bigcap_{\forall LOA \in (c_2, f_2)} E_{loa}(c, f) \right) \cap f(c) \cap \left( \bigcap_{\forall Wc \in (C, f)} E_{wc}(n_1, c, f) \right) \cap E_{sw}(n_2) \cap OC(f) \quad (7.8)$$

gdje  $OC(f)$  označava optički kabel na vlaknu  $f$ . Za ulazni pristupni tok jednako vrijedi

$$F_{in}(c, f) = E_{trans}(n_s, c, f) \cap E_{sw}(n_s) \cap OC(f). \quad (7.9)$$

Sljedeći transportni entitet je sekcija koja obuhvaća sve tokove jednog zahtjeva između para čvorova.

$$S_{core}(c) = \bigcap_{\forall f \in c(n_1, n_2) | F_{core} \in S_{core}} F_{core}(c, f). \quad (7.10)$$

Treba naglasiti da se gornja unija odnosi na tokove koji pripadaju istom zahtjevu. Isti izraz za pristupnu ulaznu sekciju glasi

$$S_{in}(c) = \bigcap_{\forall f \in c(n_s) | F_{in} \in S_{in}} F_{in}(c, f), \quad (7.11)$$

pri čemu se promatra pristupni kabel izvorišnog čvora  $n_s$ .

Ukoliko se ne koristi pretvorba valnih duljina svaki je tok određen svojom valnom duljinom:

$$S_{core}(c) = \bigcap_{\forall f \in c(n_1, n_2) | F_{core} \in S_{core}} F_{core}(c, f, \lambda(f)). \quad (7.12)$$

Valna duljina pristupnih tokova općenito nije određena jer ovisi o linijskim karticama IPPoP čvorova.

Ruta je prvi transportni entitet koji opisuje komunikaciju između rubnih čvorova. Fizički put kojim se usmjerava komunikacija između izvorišta ( $n_s$ ) i odredišta ( $n_d$ ) može se prikazati kao niz čvorova i kabela/vlakana prikazanih putom  $\pi$ :

$$R(n_s, n_d, \pi) = \left( \bigcap_{S_{in} \in R(n_s, n_d, \pi)} S_{in}(c(n_s)) \right) \cap \left( \bigcap_{S_{core} \in R(n_s, n_d, \pi)} S_{core}(c) \right). \quad (7.13)$$

pri čemu  $n_s$  označava izvorište,  $n_d$  odredište, a  $\pi$  niz čvorova i kabela koji odgovaraju odabranom fizičkom putu.

U slučaju otklonskog usmjeravanja u obzir treba uzeti i zaštitnu rutu pa se izraz jezgrene sekcije mijenja u

$$S_{core}(c) = \left( \bigcap_{\forall f \in c(n_1, n_2) | F_{core} \in S_{core}} F_{core}(c, f, \lambda(f)) \right) \cap R_{DR}(S_{core}, \pi_{DR}), \quad (7.14)$$

gdje  $R_{DR}$  označava rutu otklonskog usmjeravanja promatrane sekcije položenu fizičkim putem  $\pi_{DR}$ . Izraz za pristupnu sekciju se ne mijenja jer pristup nije štićen.

Zahtjev je općenito definiran kao ukupna jednosmjerna komunikacija između krajnjih čvorova  $n_s$  i  $n_d$ :

$$D(n_s, n_d) = \bigcap_{\forall R(n_s, n_d, \pi) \in D(n_s, n_d)} R(n_s, n_d, \pi). \quad (7.15)$$

Ukoliko se želi uspoređivati raspoloživost OCS i OPS mreže prikladno je proširiti prethodni izraz tako da obuhvati dvosmjernu komunikaciju jer je logička konekcija OCS mreže dvosmjerni entitet:

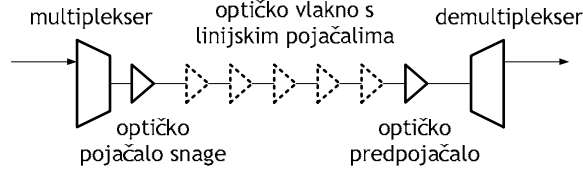
$$D'(n_s, n_d) = D(n_s, n_d) \cap D(n_d, n_s). \quad (7.16)$$

Uporaba ovakve definicija zahtjeva biti će posebno naglašena.



## 7.2.2 OCS mreža

Valni je kanal raspoloživ ukoliko je raspoloživo odgovarajuće vlakno, odgovarajuće optičko pojačalo snage (*booster optical amplifier*, pojačanje signala nakon multipleksiranja), odgovarajuće optičko predpojačalo (*optical pre-amplifier*, pojačanje signala prije demultipleksiranja), linijska pojačala (*optical line amplifiers*) te odgovarajući multiplekser i demultiplekser. Raspoloživost valnog kanala ovisi dakle o vlaknu i rubnoj opremi (Slika 7.4).



Slika 7.4 Oprema koja određuje raspoloživost valnog kanala

Iz prethodne definicije slijedi izraz

$$WCH(c, f, \lambda) = E_{mux}(n_1, c, f) \cap E_{dmux}(n_2, c, f) \cap E_{boa}(n_1, c, f) \cap E_{poa}(n_2, c, f) \cap \left( \bigcap_{\forall LOA \in (c, f)} E_{loa}(c, f) \right) \cap f(c), \quad (7.17)$$

pri čemu  $c$  označava label,  $f$  vlakno, a  $\lambda$  odgovarajuću valnu duljinu na vlaknu. Optičko je vlakno određeno terminalnom opremom (multiplekser i demultiplekser), a kabel rubnim čvorovima, odnosno čvorovima  $n_1$  (izvorište) i  $n_2$  (odredište).

U prethodni se izraz može uvesti dodatan logički entitet koji opisuje kvar vlakna uzrokovan presijecanjem optičkog kabela. Pretpostavlja se potpuna zavisnost presijecanja kabela i vlakna tako da se može pisati

$$WCH(c, f, \lambda) = E_{mux}(n_1, c, f) \cap E_{dmux}(n_2, c, f) \cap E_{boa}(n_1, c, f) \cap E_{poa}(n_2, c, f) \cap \left( \bigcap_{\forall LOA \in (l, f)} E_{loa}(c, f) \right) \cap OC(f), \quad (7.18)$$

gdje  $OC(c)$  označava optički kabel na kabeleu  $c$ . Pretpostavlja se da su sva vlakna između para čvorova sadržana u jednom optičkom kabeleu, odnosno da je između svaka dva čvora samo jedan optički kabel.

Sljedeći transportni entitet je valni put (*wavelength path/light path*). Fizički put kojim se usmjerava komunikacija između izvorišta ( $n_s$ ) i odredišta ( $n_d$ ) može se prikazati kao niz čvorova i linkova prikazanih putem  $\pi$ . Logički opis valnog puta ovisi o terminalnoj opremi koja ulazi u opis valnog kanala. U slučaju pasivne mreže (*Passive Wavelength Network*) [54] valni se put može opisati kao

$$WP(n_s, n_d, \pi, \lambda) = \bigcap_{\forall l \in \pi} WCH(c, f, \lambda), \quad (7.19)$$

pri čemu  $n_s$  označava izvorište,  $n_d$  odredište, a  $\pi$  niz čvorova i linkova koji odgovaraju odabranom fizičkom putu.

Ukoliko se koristi pretvorba valnih duljina radi se o virtualnom valnom putu (VWP) pri čemu se gornji izraz mijenja:

$$VWP(n_s, n_d, \pi, \lambda) = \bigcap_{\forall l \in \pi} WCH(c, f, \lambda(c)). \quad (7.20)$$

U slučaju mreže s automatskim prospajanjem valnih duljina (ASWN – *Automatic Switched Wavelength Network*) [54] bez mogućnosti promjene valnih duljina valni

put prolazi dodatno kroz prostorne prospojnike u tranzitnim čvorovima, te rubne prospojnike i transpodere u rubnim čvorovima:

$$WP(n_s, n_d, \pi, \lambda) = \left( \bigcap_{\forall l \in \pi} WCh(c, f, \lambda) \right) \cap \left( \bigcap_{\forall n \in \pi} E_x(n, \lambda) \right) \cap E_{xedge}(n_s) \cap E_{ip}(n_s) \cap E_{xedge}(n_d) \cap E_{ip}(n_d). \quad (7.21)$$

Gornji logički izraz mijenja svoj oblik u slučaju primjene pretvornika valnih duljina s obzirom da valna duljina više ne mora biti stalna:

$$VWP(n_s, n_d, \pi) = \left( \bigcap_{\forall n \in \pi} E_x(n, \lambda(c_{-1})) \cap E_x(n, \lambda(c_{+1})) \cap E_{wc}(f(c_{+1}), \lambda(c_{+1})) \right) \cap \left( \bigcap_{\forall l \in \pi} WCh(l, f, \lambda(c)) \right) \cap E_{xedge}(n_s) \cap E_{ip}(n_s) \cap E_{xedge}(n_d) \cap E_{ip}(n_d). \quad (7.22)$$

U gornjem izrazu  $c_{-1}$  označava kabel koji prethodi čvoru  $n$ , a  $c_{+1}$  kabel koji slijedi iza čvora  $n$  na putu  $\pi$ .

Za logički kanal uzimajući u obzir da se sastoji od dva valna putu, jednom u svakom smjeru, slijedi

$$LCH(n_s, n_d, \pi) = WP(n_s, n_d, \pi) \cap WP(n_d, n_s, \pi_r). \quad (7.23)$$

Putovi  $\pi$  i  $\pi_r$  najčešće sadrže jednake elemente samo u obratnom poretku.

U slučaju primjene pretvornika valnih duljina gornji se izraz mijenja u

$$LCH(n_s, n_d, \pi) = WP(n_s, n_d, \pi, \lambda) \cap WP(n_d, n_s, \pi_r, \lambda_r). \quad (7.24)$$

U slučaju 1+1 zaštite (Slika 6.52) svaki smjer ima osigurana dva neovisna valna puta, primarni ( $\pi_p$ ) i zaštitni ( $\pi_s$ ). U tom slučaju vrijedi

$$LCH(n_s, n_d, \pi) = \left( WP(n_s, n_d, \pi_p) \cup WP(n_s, n_d, \pi_s) \right) \cap \left( WP(n_d, n_s, \pi_{pr}) \cup WP(n_d, n_s, \pi_{sr}) \right), \quad (7.25)$$

a u slučaju primjene pretvornika vrijedi

$$LCH(n_s, n_d, \pi) = \left( WP(n_s, n_d, \pi_p, \lambda_p) \cup WP(n_s, n_d, \pi_s, \lambda_p) \right) \cap \left( WP(n_d, n_s, \pi_{pr}, \lambda_{pr}) \cup WP(n_d, n_s, \pi_{sr}, \lambda_{sr}) \right). \quad (7.26)$$

Logički kanal je raspoloživ ako je raspoloživ barem jedan valni put u svakom smjeru. Ukoliko primarni i zaštitni valni put koriste istu valnu duljinu može se koristiti rasprežnik za razdvajanje signala:

$$\lambda_p = \lambda_s, \lambda_{pr} = \lambda_{sr}. \quad (7.27)$$

Raspoloživost logičke konekcije može se izraziti kao

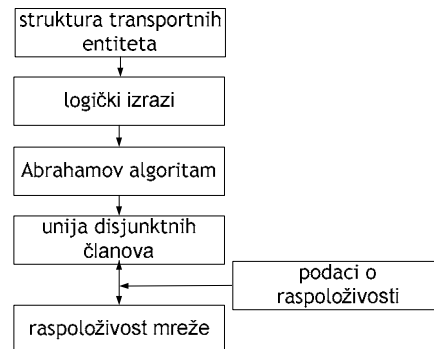
$$Conn(n_s, n_d) = \bigcap_{\forall Ch(n_s, n_d, \pi) \in Conn(n_s, n_d)} Ch(n_s, n_d, \pi). \quad (7.28)$$

### 7.3 Raspoloživost mreže

Mreža se sastoji od komponenti (modula) čiji su kvarovi i popravci opisani Markovljevim modelom. Raspoloživost mreže jednostavno je opisati uvođenjem pojma "stanja mreže". Raspoloživost mreže je prema tome vjerojatnost da je mreža u ispravnom (radnom) stanju u nekom vremenskom trenutku. Ispravnom stanju



Vjerojatnost unije disjunktih članova tada je jednaka zbroju vjerojatnosti svakog zasebnog člana.



Slika 7.7 Koraci analitičkog proračuna

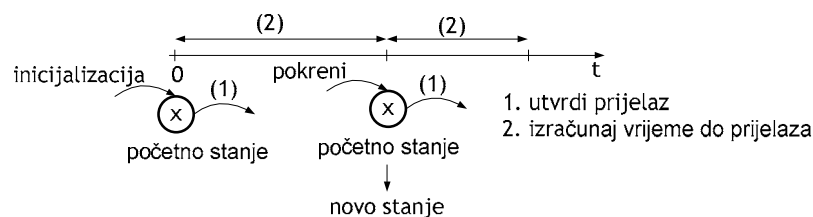
Abrahamov je algoritam vremenski najzahtjevniji dio analitičkog proračuna. Suma vjerojatnosti dobivenih disjunktih članova dobiva se zamjenom logičkih varijabli raspoloživošću komponenata.

## 7.5 Simulacija kvarova

Simulacija kvarova koristi se kada je analitički proračun vremenski prezahtjevan zbog veličine ili složenosti mreže. Simulacija predstavlja pojednostavljenje modela no unosi i stanovitu pogrešku.

Simulacije je implementirana u pomagalu *Cosmos* korištenjem domene diskretnih događaja i Monte Carlo simulacije. Simulacija se temelji na generiranju velikog broja promjena stanja modula i utvrđivanja stanja transportnih entiteta i konačno čitave mreže. Broj promjena stanja određuje i točnost simulacijskih rezultata. Simulacija zapravo odgovara praćenju utjecaja komponente na stanje neke veze ili čitave mreže. Uvid u taj utjecaj je točniji što je vremenski period praćenja (broj iteracija simulacije) dulji.

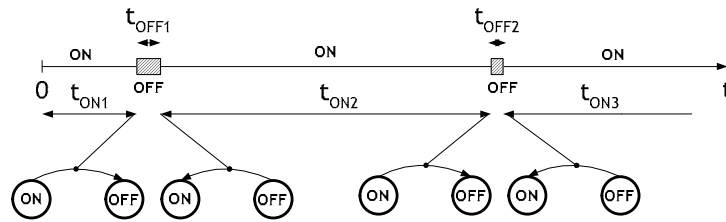
Simulacija započinje inicijalizacijom sustava koja postavlja sve module u početna stanja. Slika 7.8 predstavlja prijelaze između stanja modula tijekom simulacije. Svako vrijeme do novog prijelaza utvrđuje se nakon što modul promijeni stanje. Utvrđivanje sljedećeg stanja je trivijalno jer se radi o ON/OFF modelu.



Slika 7.8 Prijelazi između stanja tijekom izvođenja simulacije

Promjena stanja modula može dovesti do promjene stanja mreže. Veza između stanja mreže i stanja modula dana je preko logičkih izraza transportnih entiteta.

Slika 7.9 prikazuje utvrđivanje vremenskih perioda u kojima je neki entitet ili modul bio u ispravnom ili pokvarenom stanju.



Slika 7.9 Utvrđivanje vremenskih perioda za proračun raspoloživosti

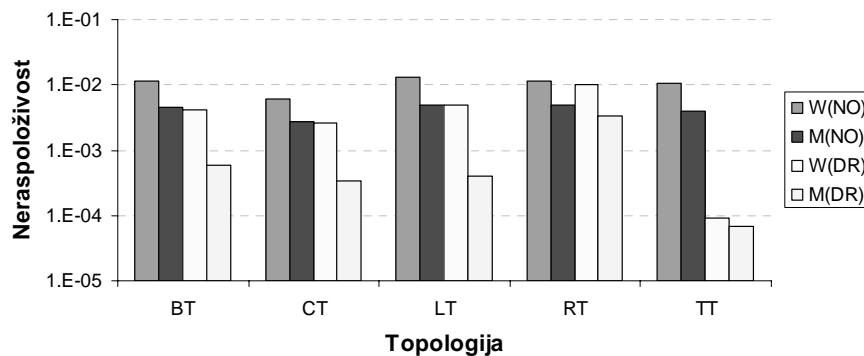
Simulacijska je raspoloživost tada jednaka

$$A_{sim} = \frac{\sum_i T_{ONi}}{\sum_i (T_{ONi} + T_{OFFi})}. \quad (7.29)$$

## 7.6 Rezultati

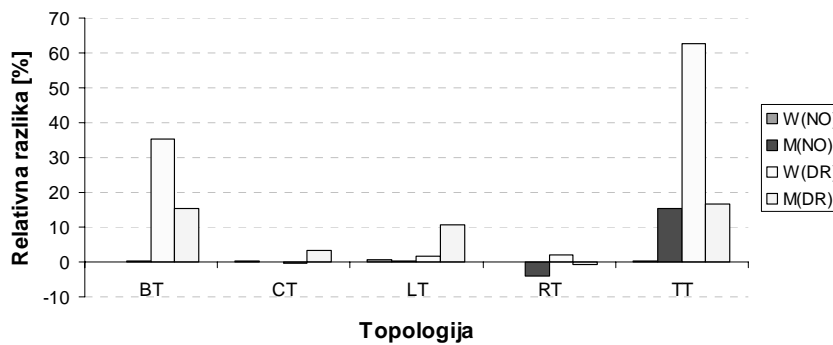
### 7.6.1 OPS pan-eurovska mreža

Slika 7.10 prikazuje neraspoloživost *Cost 266* topologija uz modeliranje bez otklonskog usmjeravanja (oznaka *NO*) i s otklonskim usmjeravanjem (oznaka *DR*). Prikazana je srednja vrijednost (oznaka *M*), te najveća vrijednost neraspoloživosti zahtjeva (oznaka *W*). Korištena je definicija zahtjeva (7.16) zbog lakše usporedbe s OCS rezultatima. Vidljivo je da *CT* slučaj ima najmanju neraspoloživost u slučaju bez otklona jer se radi o najmanjoj topologiji pa je tako i srednja duljina zahtjeva najmanja. *TT* slučaj ima najmanju neraspoloživost uz otklon zbog najbolje povezanosti i time najkraćih otklonskih ruta. Otklonsko je usmjeravanje provedeno uz 100% podršku otklonskih kapaciteta jer je pretpostavka računanja neraspoloživosti da je otklonska ruta u slučaju ispravnosti svih elemenata raspoloživa. Taj uvjet ne bi bio zadovoljen da se radi o manjem dodatnom otklonskom kapacitetu.



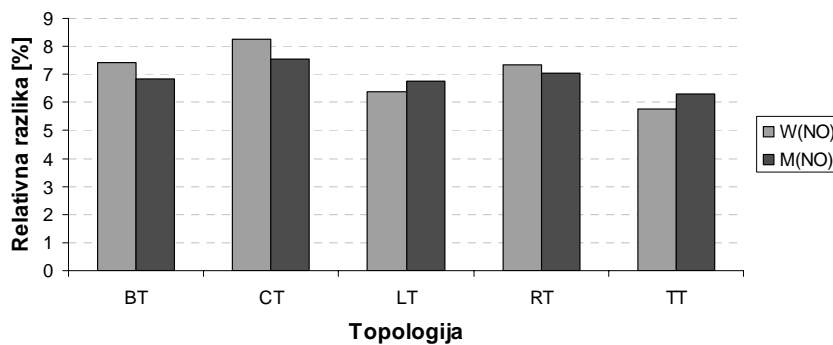
Slika 7.10 Neraspoloživost uz promjenu valnih duljina (analitički)

Slika 7.11 analizira odstupanje simulacijskih od analitičkih rezultata. Odstupanja su izražena relativno prema analitičkim rezultatima u postocima. Veća se odstupanja dobivaju za najgore slučajeve jer je tu najizraženija ovisnost o broju iteracija ( $10^7$  kvarova/popravaka za sve mreže osim  $10^8$  za *LT*). Odstupanja služe samo za verifikaciju točnosti implementacije analitičkog postupka.



Slika 7.11 Odstupanje simulacijskih od analitičkih rezultata (promjena valnih duljina)

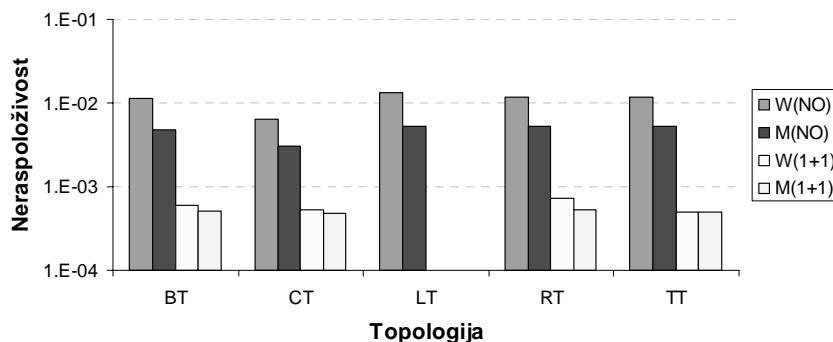
Ista je analiza provedena i za odstupanja slučaja s promjenom i bez promjene valnih duljina (Slika 7.12). Rezultati su izraženi relativno prema slučaju s promjenom valnih duljina. Uočljivo je blago povećanja neraspoloživosti do 10% zbog veće količine opreme dodane uslijed manje iskoristivosti kanala.



Slika 7.12 Odstupanje rezultata bez promjene valnih duljina u odnosu na promjenu valnih duljina

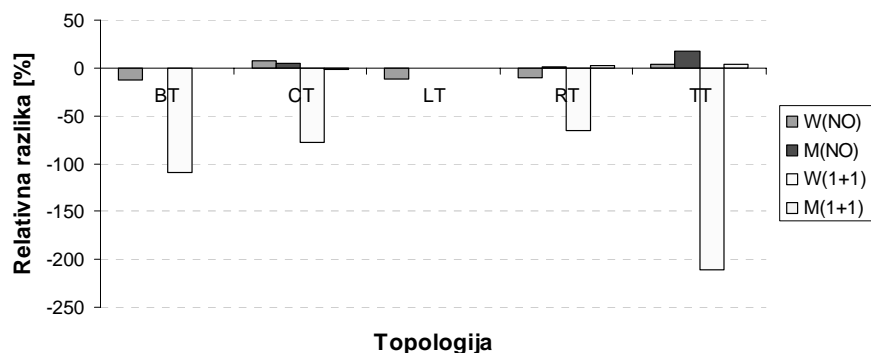
## 7.6.2 OCS pan-europska mreža

Istovjetna analiza prethodnoj provedena je za OCS mrežu. Analitička procedura daje slične rezultate OPS dimenzioniranju za slučaj bez zaštite. Nešto veći rezultati neraspoloživosti uvjetovani su nefleksibilnošću procedure dimenzioniranja OCS mreže u odnosu na OPS mrežu. Veće su razlike vidljive između DR slučaja OPS mreže i 1+1 zaštite OCS mreže jer su i razlike u dodanoj opremi u tom slučaju veće. Analitički postupak nije uspio završiti zbog memorijskih ograničenja za LT slučaj.

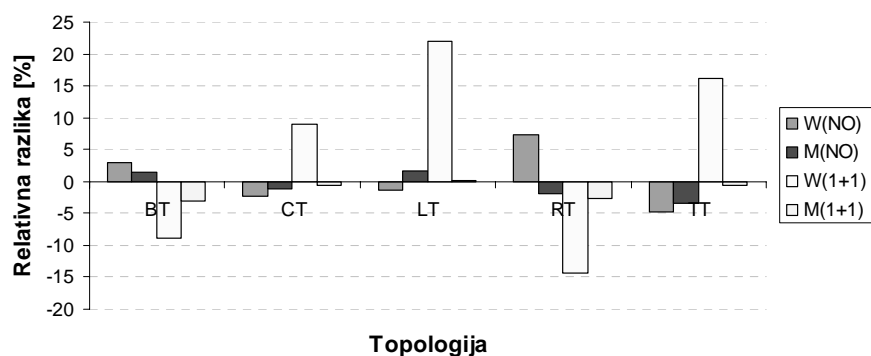


Slika 7.13 Modeliranje uz promjenu valnih duljina (analitički)

Slika 7.14 analizira odstupanja simulacijskog proračuna od analitičkog proračuna. Slika 7.15 pokazuje zanimljive rezultate vezane uz usporedbu slučajeva s i bez promjene valnih duljina. Vidljivo je da nema jednoznačnog odstupanja kao u OPS mreži u kojoj je slučaj bez promjene valnih duljina uvijek veće neraspodivnosti od onog s promjenom. Objašnjenje leži ponovno u slabijoj iskoristivosti opreme. Naime u OCS mreži slučaju bez pretvorbe valnih duljina dodaje se više opreme (vlakna, pojačala, terminalna oprema) nego u OPS slučaju u kojem se dodana oprema reducira algoritmom sažimanja transportnih entiteta.



Slika 7.14 Odstupanje simulacijskih od analitičkih rezultata (promjena valnih duljina)



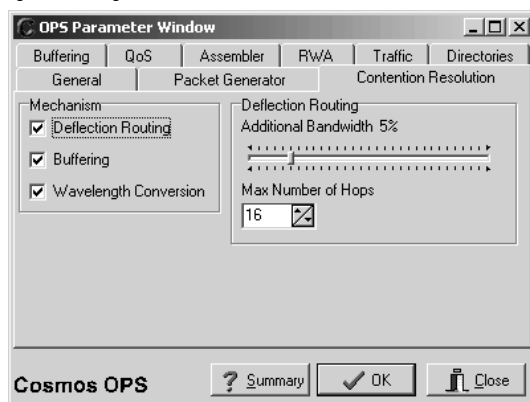
Slika 7.15 Odstupanje rezultata bez promjene valnih duljina u odnosu na promjenu valnih duljina

## 8 Rješavanje sukoba

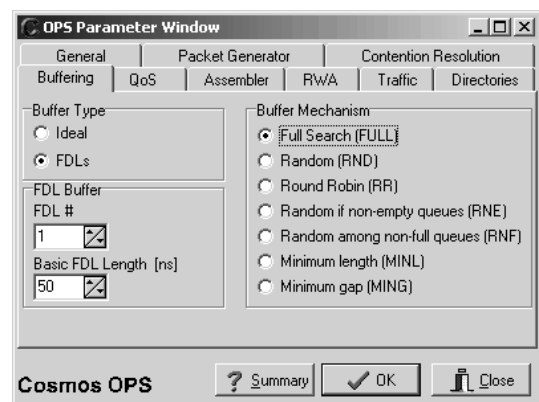
U mreži s komutacijom paketa svaki paket prolazi kroz niz čvorova na putu prema odredištu. Sukob se događa svaki put kada dva ili više paketa trebaju napustiti čvor preko istog izlaznog porta. Rješavanje ovog problema ima veliki utjecaj na mrežne performanse. Najčešća su rješenja [36]

- optičko pohranjivanje,
- otklonsko (*deflection*) usmjeravanje, i
- pretvorba valnih duljina.

Implementirana aplikacija za *Cosmos* grafičko sučelje sadrži podršku za mehanizme rješavanja sukoba.



Slika 8.1 Određivanje mehanizama za rješavanje sukoba



Slika 8.2 Parametri pohranjivanja podataka u optičke spremnike

Slika 8.1 prikazuje određivanje korištenih mehanizama za rješavanje sukoba, dok Slika 8.2 prikazuje detaljnije definiranje korištenog mehanizma pohranjivanja paketa što je detaljnije objašnjeno u 8.1.

### 8.1 Optičko pohranjivanje podataka

U električkim se prospojnicima sukob obično rješava pohrani i prosljedi tehnikama koje pohranjuju pakete u sukobu u spremnike i šalju ih jednog po jednog. Ovaj mehanizam je u optičkim komunikacijama kompliciraniji jer ne postoje memorije s izravnim pristupom (RAM u elektroničkoj domeni). Osnovna razlika između elektroničkog RAM-a i optičke memorije je u implementaciji jer je optička memorija implementirana linijama za kašnjenje. Nakon što paket dođe na liniju za kašnjenje mora proći njezinom cijelom duljinom jer ne postoji način da se paketu pristupi u nekom ranijem vremenskom trenutku (osim u recirkulirajućim petljama vlakana).

Postoje različite arhitekture čvorova ovisno o primjeni optičkog pohranjivanja, a mogu se kategorizirati usporedbom prema pohranjivanju u elektroničkim prospojnicima (ulazno, izlazno, dijeljeno i recirkulirajuće pohranjivanje), ili svrstati u jednu od sljedećih grupa:

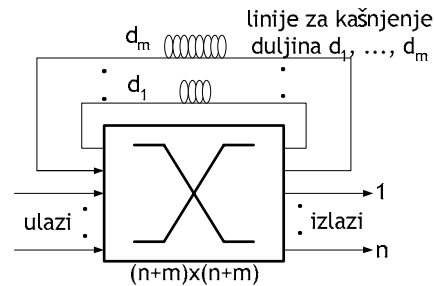
- jednostupanjski (*single-stage*),
- višestupanjski (*multi-stage*),
- s prosljeđivanjem (*forward*), ili



- s povratnom vezom (*feedback*),

pri čemu je stupanj jedan kontinuirani dio linije za kašnjenje.

Primjer jednostupanjskog prospojnika s izlaznim pohranjivanjem je ACTS KEOPS prospojnik (dio 3.4.2). Drugi primjer je optički paketski prospojnik s dijeljenom memorijom [56] (SMOP - *Shared-Memory Optical Packet*) koji pripada grupi jednostupanjskih memorija s povratnom vezom (Slika 8.3).

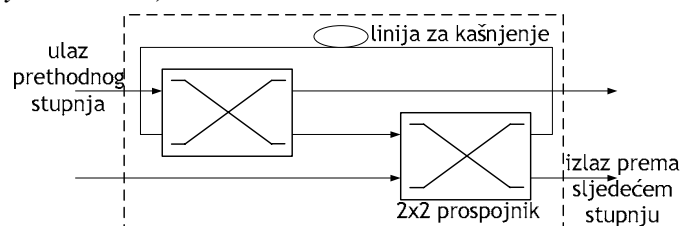


Slika 8.3 Optički paketski prospojnik s dijeljenom memorijom

Duljine linija za kašnjenje su  $1, 2, \dots, m$  duljina paketa.  $(n+m) \times (n+m)$  prostorni prospojnik može prospojiti paket izravno na izlazni port ili na jednu od linija za kašnjenje ovisno o potrebnom kašnjenju. Linije za kašnjenje dulje od duljine trajanja paketa značajno smanjuju broj potrebnih linija za recirkulaciju, a time i pojačala čime se smanjuje šum.

Ovo rješenje također omogućuje korištenje prioriteta paketa jer paketi manjeg prioriteta mogu biti dodatno zakašnjeni ponovnim slanjem na liniju za kašnjenje. Kako je broj kruženja u linijama za kašnjenje nepredvidljiv neki paketi mogu izgubiti više snage od drugih time uvjetujući potrebu za pojačanjem. To pojačanje dodatno pogoršava odnos signal-šum.

Kao primjer višestupanjskog pohranjivanja s povratnom vezom predloženo je nekoliko arhitektura koje primjenjuju kaskadirani  $2 \times 2$  prospojni elementi (Slika 8.4). Oni omogućuju pohranjivanje u duljini od jedne ili više duljina paketa u slučaju sukoba. Veće prospojne matrice mogu se konstruirati kaskadiranjem većeg broja  $2 \times 2$  elemenata (*Banyan* matrice).



Slika 8.4  $2 \times 2$  prospojni element s optičkim spremnikom

### 8.1.1 Tehnike pohranjivanja

U nastavku slijedi pregled tehnika pohranjivanja paketa koje sve imaju svoje prednosti i nedostatke u optičkoj domeni. Podjela je preuzeta iz elektroničke domene koja tehnike pohranjivanja dijeli prema položaju spremnika. Najčešće su sljedeće 4 konfiguracije:

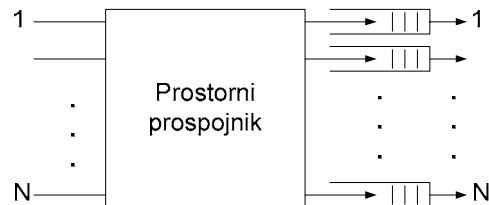
- izlazno pohranjivanje,
- dijeljeno pohranjivanje
- recirkulirajuće pohranjivanje, te

- ulazno pohranjivanje.

U nastavku se podrazumijeva  $N$  ulaznih i  $N$  izlaznih valnih duljina ukoliko nije drugačije rečeno.

### **Izlazno pohranjivanje**

Izlazno pohranjivanje uključuje prostorni prospojnik sa spremnikom na svakom izlazu (Slika 8.5).



*Slika 8.5 Paketski prospojnik s izlaznim pohranjivanjem*

U svakom vremenskom odsječku pristizhe nula ili više paketa s određenim odredištem (a time i izlaznim spremnikom), te se svi smještaju simultano u odgovarajuće spremnike. U slučaju da je odgovarajući spremnik pun paket se odbacuje. Tipični prihvatljivi raspon za vjerojatnost gubitka paketa je  $10^{-10}$  do  $10^{-11}$  što ovisi o aplikaciji. U (idealiziranom) slučaju beskonačne veličine spremnika gubitak paketa je 0, a performanse prospojnika u pogledu odnosa kašnjenja i propusnosti su optimalne. Kašnjenje paketa uzrokovano je samo sukobom kada više paketa istovremeno treba izaći na isti port. Kašnjenje je jednako prosječnom kašnjenju u spremniku, a propusnost  $\rho$  prosječan je broj paketa u jednom vremenskom odsječku po ulazu ili izlazu (taj broj može biti 0 ili 1), a koje prospojnik može izdržati bez da kašnjenje postane proizvoljno veliko.

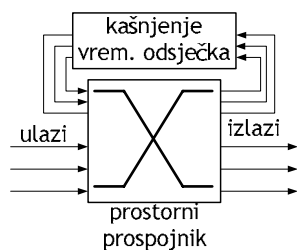
Izlazno pohranjivanje osnova je mnogih optičkih paketskih prospojnika, iako je češći slučaj emulacije prospojnika s izlaznim pohranjivanjem u optičkoj domeni od implementacije zasebnih izlaznih spremnika. Jednom kada paket uđe u liniju za kašnjenje više nije moguće mijenjati njegovo kašnjenje uklanjanjem paketa prije nego što dođe do kraja linije za kašnjenje. Ovakvo ograničenje odgovara izlaznom pohranjivanju gdje se kašnjenje može utvrditi prije no što paket uđe u spremnik.

### **Dijeljeno pohranjivanje**

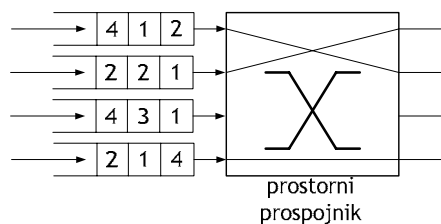
Elektroničko dijeljeno pohranjivanje može se smatrati oblikom izlaznog pohranjivanja gdje svi izlazni spremnici dijele isto memorijsko područje. Zbog toga ograničenje kapaciteta nije na broju paketa u svakom pojedinačnom spremniku već u svim spremnicima. Dijeljeno pohranjivanje najčešći je način implementacije elektroničkih ATM prospojnika koji uglavnom koriste RAM. Trenutno ovakav oblik pohranjivanja nije moguće implementirati optički jer ne postoji optički RAM. Mnoge arhitekture optičkih prospojnika ipak spominju dijeljenu memoriju kada emuliraju izlazno pohranjivanje linijama za kašnjenje koje se dijele između više izlaza.

### **Recirkulirajuće pohranjivanje**

Primjer recirkulirajućeg pohranjivanja je STARLITE [57] prospojnik (Slika 8.6).



Slika 8.6 STARLITE prospojnik



Slika 8.7 Ulazno pohranjivanje i HoL blokiranje

Povratna veza ostvarena je nizom recirkulirajućih petlji koje izlaz vraćaju natrag na ulaz. Svaka petlja ima kašnjenje od jednog paketa. Ako više od jednog paketa s istim odredišnim portom dođe na ulaze prostornog prospojnika svi će se osim jednog pohraniti u spremnik.

Za  $64 \times 64$  prospojnik s gubicima  $10^{-10}$  potrebno je 237 recirkulirajućih petlji uz opterećenje 0.8 [38]. U optičkoj implementaciji uz jedinične duljine petlji potrebno je puno kruženja paketa što znači visoke gubitke snage i akumulaciju šuma pojačanja. Korištenje petlji različitih duljina može ublažiti spomenute probleme.

### Ulazno pohranjivanje

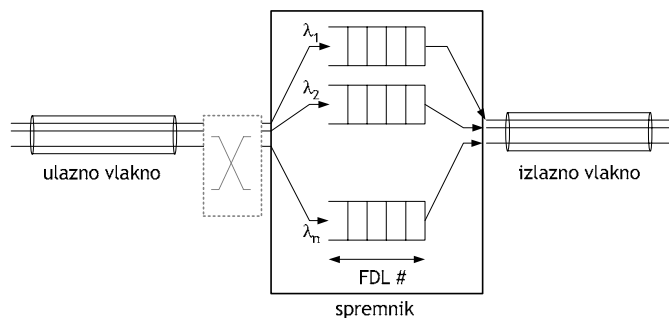
Ulazno pohranjivanje (Slika 8.7) sastoji se od prostornog prospojnika sa spremnicima na ulazima.

Temeljni problem ovog pristupa je *head of line* blokiranje. Na slici je prikazan slučaj gdje drugi paket trećeg repa (s odredišnim portom 3) ne može doći do odredišta zbog paketa ispred njega, jer je odredište (1) prethodnog paketa zauzeto. Situacija se dešava jer drugi spremnik neprestano pakete šalje na izlaz 1.

Ulazno se pohranjivanje nikad ne predlaže u optičkoj implementaciji kao jedino rješenje zbog loših performansi. Situacija se može poboljšati odabirom paketa unutar repa, a ne samo početnog paketa, no takav bi mehanizam bio presložen za optičku implementaciju. Drugi je nedostatak nepoznavanje vremena pohranjivanja prije ulaska paketa u spremnik.

### 8.1.2 Analiza izlaznog pohranjivanja paketa

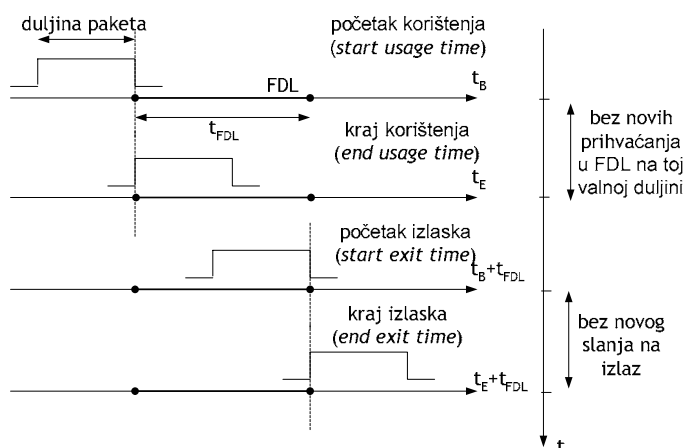
Simulacija pohranjivanja paketa temelji se na simulaciji diskretnih događaja. Simulacijski model samog spremnika s linijama za kašnjenje razlikuje se od simulacijskog modela FIFO spremnika kakav se često susreće u elektroničkim izvedbama. Optički se spremnik može prikazati kao niz FIFO spremnika od kojih svaki odgovara jednoj liniji za kašnjenje samo u slučaju kada paketi imaju stalnu duljinu. U tom je slučaju lako odrediti vrijeme za koje treba zakasniti paket (čeliju) jer je ono proporcionalno broju paketa u spremniku. U spremniku je istovremeno na jednoj valnoj duljini moguće pohraniti broj paketa koji je jednak broju linija za kašnjenje. Slika 8.8 prikazuje simulacijski model spremnika u opisanom slučaju.



Slika 8.8 Simulacijski model spremnika u slučaju paketa sa stalnom duljinom

U slučaju promjenjive duljine paketa model spremnika se više ne može prikazati nizom FIFO repova u kojem pozicija paketa odgovara liniji za kašnjenje u kojoj je paket pohranjen. U tom slučaju vrijeme koje neki paket zauzima izlaz spremnika nije više stalno, pa tako ni kašnjenja paketa iza njega ne mogu biti deterministički određena kao u slučaju sa stalnom duljinom paketa. Zbog toga se uvode četiri vremena koja opisuju pohranjivanje određenog paketa u spremnik i omogućuju proračun linije za kašnjenje u koju treba pohraniti pakete iza njega (Slika 8.9):

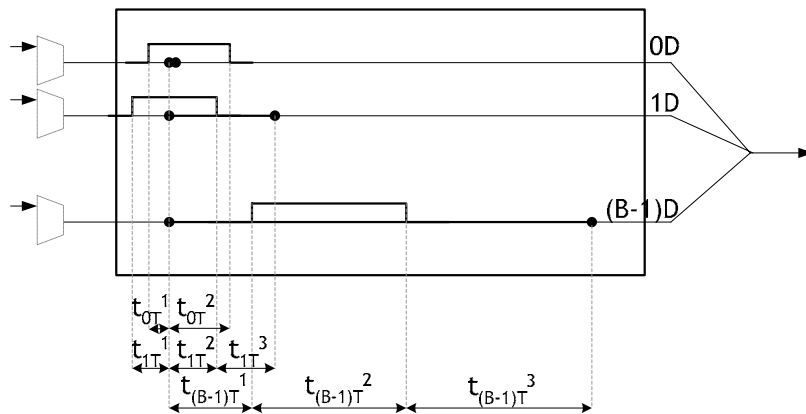
- početak korištenja (*start usage time*) – trenutak kada prednji brid signala dolazi na liniju za kašnjenje,
- kraj korištenja (*end usage time*) – trenutak kada stražnji brid signala dolazi na liniju za kašnjenje. U tom trenutku na liniju se u tom kanalu (na toj valnoj duljini) može usmjeriti sljedeći paket,
- početak izlaska (*start exit time*) – trenutak kada prednji brid signala pristigne do izlaznog vlakna (ili izlaska iz spremnika odnosno predpojačala izlaznog vlakna). Odgovara trenutku početka korištenja linije za kašnjenje uvećanom za uneseno kašnjenje. Nakon tog trenutka niti iz jedne druge linije za kašnjenje ne smije početi izlaziti paket, odnosno u tom trenutku izlaz na toj valnoj duljini mora biti slobodan,
- kraj izlaska (*end exit time*) – trenutak kada stražnji brid paketa izlazi na izlazno vlakno. U tom je trenutku izlaz na toj valnoj duljini slobodan.



Slika 8.9 Vremenski opis pohranjivanja paketa promjenjive duljine

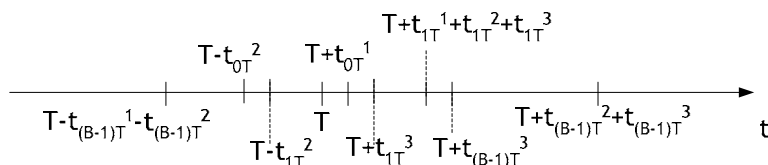
Za simulaciju shema pohranjivanja paketa u spremnik potrebno je odrediti kada će neka od valnih duljina na izlazu biti slobodna. To je jednako određivanju vremena  $\Delta$

kao u . Ovisno o odabranom mehanizmu pretražuju se sve valne duljine ili samo jedna valna duljina koja može biti slučajno odabrana ili odabrana po nekom kriteriju. Slika 8.10 prikazuje određivanje trenutka kada će biti slobodna neka odabrana valna duljina u spremniku. Analiziraju se sve linije za kašnjenje (njih  $B$ ) i za svaku se utvrđuje vremenski trenutak u kojem nastupa kraj izlaska paketa za tu liniju (ako je paket u njoj pohranjen). Na slici su prikazani vremenski periodi koji dijele sadašnji trenutak od vremena početka i kraja korištenja, te od vremena početka i kraja izlaska. Valna duljina postaje slobodna u trenutku zadnjeg kraja izlaska paketa. Razlika između tog trenutka i sadašnjeg trenutka određuje minimalnu duljinu kašnjenja.



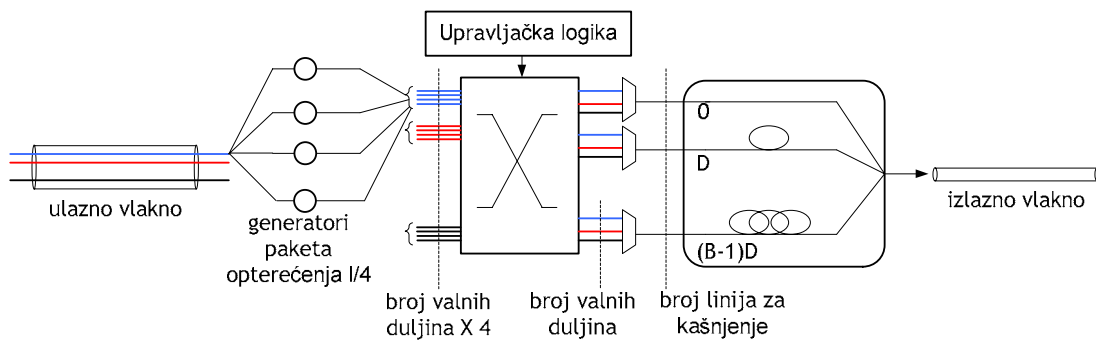
Slika 8.10 Određivanje trenutka u kojem neka izlazna valna duljina postaje slobodna

Ukoliko se nalazimo u vremenskom trenutku  $T$  za prvu liniju za kašnjenje duljine 0 vremenski trenutak početka korištenja linije odgovara trenutku početka izlaska odnosno  $T - t_{0T}^2$  (Slika 8.11). Kraj izlaska odgovara trenutku  $T + t_{0T}^2$ . Za liniju s kašnjenjem  $1D$  početak korištenja jednak je  $T - t_{1T}^2$  dok je kraj izlaska jednak  $T + t_{1T}^1 + t_{1T}^2 + t_{1T}^3$ . Za zadnju liniju za kašnjenje  $((B-1)D)$  početak korištenja odgovara  $T - t_{(B-1)T}^1 - t_{(B-1)T}^2$  a kraj izlaska  $T + t_{(B-1)T}^2 + t_{(B-1)T}^3$ . Zadaća sheme pohranjivanja u spremnik je da se opisani vremenski trenuci ne preklapaju.



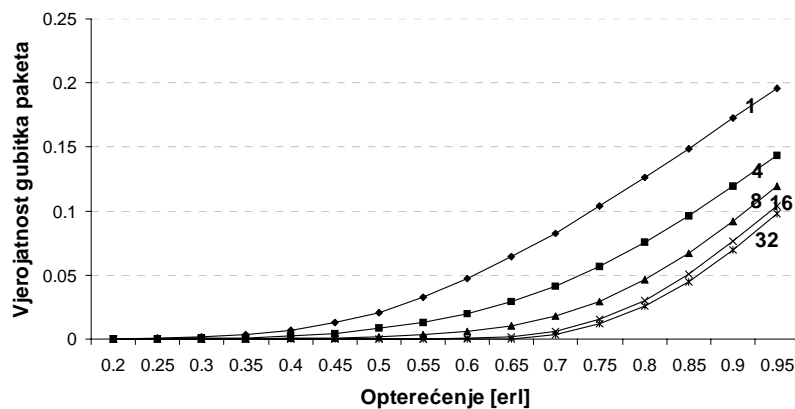
Slika 8.11 Vremena paketa u linijama za kašnjenje

Svi rezultati dobiveni su simulacijom jednog spremnika s ulaznim kanalima zadanog opterećenja. Ulaznih  $N$  kanala spremnika izlaze iz  $4N \times 4N$  prospojnika. Svakom izlaznom kanalu naime odgovara 4 ulazna kanala s 4 puta manjim opterećenjem (Slika 8.12). Svaka ulazna valna duljina u spremnik simulirana je pomoću 4 generatora prometa s opterećenjem jednakim četvrtini zadanog izlaznog opterećenja  $l$ . Na taj se način simuliraju potencijalni ulazni kanali koji daju promet prema promatranom izlaznom spremniku. Kako je zadano ukupno izlazno opterećenje pred spremnikom jednako  $l$ , tada iz toga proizlazi i opterećenje koje generira svaki od generatora na ulazu.



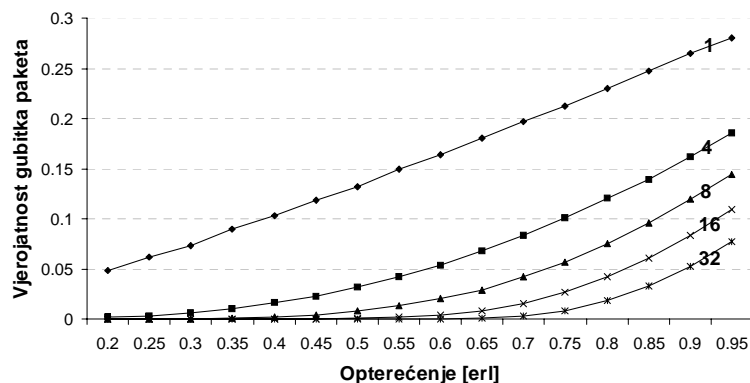
Slika 8.12 Simulirani sustav

Slika 8.13 prikazuje vjerojatnost gubitka paketa u ovisnosti o broju linija za kašnjenje. Opterećenje je mijenjano u granicama 0.2 – 0.95 erl po kanalu (valnoj duljini). Osnovna duljina linije za kašnjenje postavljena je na 0.2 srednje duljine paketa. Duljine paketa su eksponencijalno raspodijeljene s dolascima po Poissonovu procesu. Vidljivo je da se s povećanjem broja valnih duljina vjerojatnost gubitka paketa smanjuje za oko red veličine s udvostručenjem broja linija. Pri opterećenjima većim od 0.8 erl razlike u vjerojatnosti gubitka paketa se smanjuju između različitih veličina spremnika.



Slika 8.13 Vjerojatnost gubitka paketa u ovisnosti o broju linija za kašnjenje

Slika 8.14 prikazuje istu vjerojatnost ali u ovisnosti o broju valnih duljina.

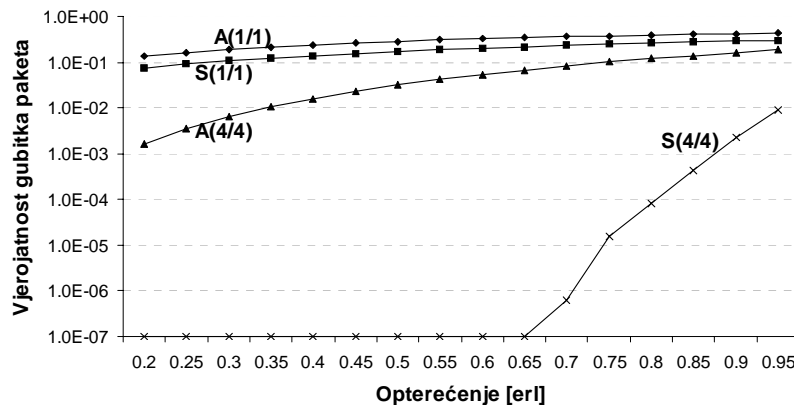


Slika 8.14 Vjerojatnost gubitka paketa u ovisnosti o broju valnih duljina

S porastom broja valnih duljina smanjuje se vjerojatnost gubitka paketa. S porastom broja valnih duljina povećava se kapacitet spremnika ali se isto tako povećava broj

ulaznih kanala s istim opterećenjem. Statistički gledano ukoliko ulazni kanali nemaju opterećenje 1 tada će s većim kapacitetom spremnika vjerojatnost pronalaženja slobodnog mjesta biti veća premda je broj ulaznih kanala veći.

Slika 8.15 uspoređuje vjerojatnost gubitka paketa kod sinkronog i asinkronog prijenosa. Uspoređene su dvije postavke prijenosnog sustava. U prvoj se radilo o jednokanalnom sustavu s spremnikom s jednom (izravnom) linijom za kašnjenje (oznake  $A(1/1)$  za asinkroni slučaj i  $S(1/1)$  za sinkroni slučaj). Takva postavka služi samo za provjeru točnosti implementacije asinkronog i sinkronog slučaja jer se očekuju podjednaki rezultati. Nema naime mogućnosti pohranjivanja pa tako do izražaja ne mogu doći stalna duljina paketa. Utjecaj mogućih dugih paketa ipak je slabo vidljiv kroz nešto lošije rezultate u asinkronom slučaju. Dugi paket naime može blokirati izlaz sprječavajući potencijalno velik broj kratkih paketa koji bi u tom periodu mogli izaći kroz taj izlaz. U drugom se slučaju radilo o sustavu s 4 valne duljine i spremnikom s četiri linije za kašnjenje (oznake  $A(4/4)$  i  $S(4/4)$ ). Vidljivo je da sinkroni slučaj daje za nekoliko redova veličine bolje rezultate što se jednostavno može objasniti boljim iskorištenjem spremnika zbog paketa stalne duljine.

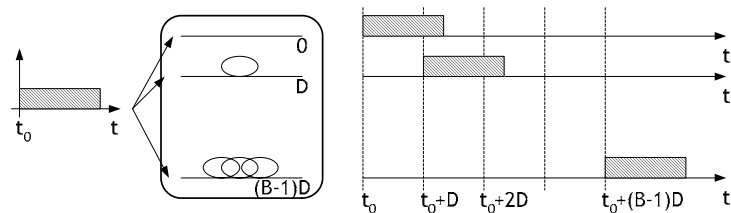


Slika 8.15 Usporedba vjerojatnosti gubitka paketa kod sinkronog i asinkronog prijenosa

### 8.1.3 Pohranjivanje paketa promjenjive duljine

U slučaju sinkronih mreža u kojima se izmjenjuju ćelije postoji problem iskoristivosti spremnika temeljenog na linijama za kašnjenje jer se FDL spremnik svodi na običan rep kojem performanse ovise samo o duljini repa. Problem efikasnosti nastaje kod asinkronih mreža i pohranjivanja paketa promjenjive duljine (trajanja) [58][59].

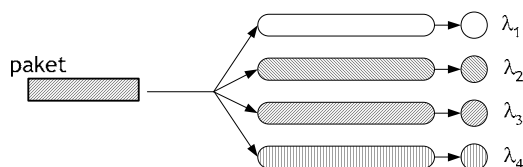
Razmatran je jednostavan primjer prospojnika s izlaznim pohranjivanjem. Kašnjenje uneseno u spremniku je višekratnik osnovnog kašnjenja (osnovne duljine linije za kašnjenje)  $D$ . Ukoliko se spremnik sastoji od  $B$  linija za kašnjenje, tada prva unosi kašnjenje  $0D$ , druga  $1D$ , a zadnja  $(B-1)D$ . Slika 8.16 prikazuje moguća kašnjenja koja unosi spremnik.



Slika 8.16 Moguća kašnjenja unesena u spremniku

Ovakva se jednostavna konfiguracija u kojoj su valne duljine jednoliko raspoređene naziva i degeneriranim spremnikom (*degenerate buffer*). Moguća je i uporaba nedegeneriranog spremnika s nejednolikim rasporedom valnih duljina no i u tom se slučaju pojavljuju isti problem optimizacije iskoristivosti spremnika.

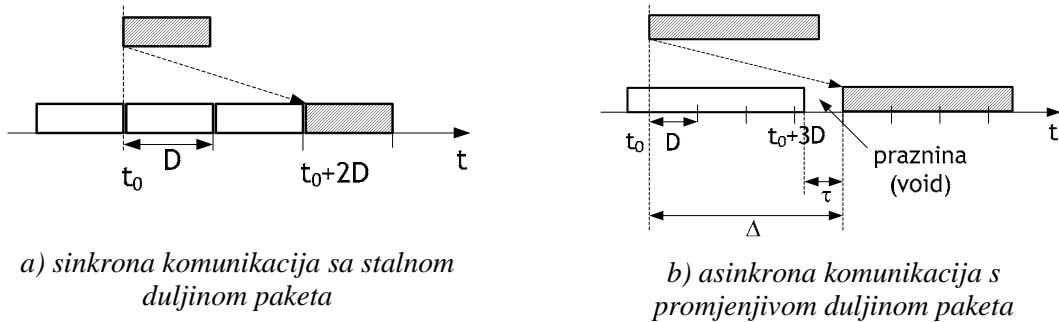
Sljedeća je pretpostavka je da su sve valne duljine jednako dostupne paketu, tj. da se paket može prenijeti na bilo kojoj valnoj duljini bez ograničenja (*scattered wavelength path multiplexing scheme*). Pokazuje se da takvo rješenje daje bolje rezultate od onog koje pretpostavlja pridruživanje skupa valnih duljina nekom fizičkom putu. Ukoliko se radi o  $n$ -kanalnom WDM sustavu valne se duljine mogu promatrati kao  $n$  jednakih poslužitelja. Optimalno rješenje bilo bi postavljanje zajedničkog spremnika ispred poslužitelja koji bi uzimali pakete iz tog spremnika. Takva rješenja su česta za elektroničku komutaciju paketa, no neizvediva su u optičkoj domeni. Zbog toga se paketi ne spremaju u jedan rep, već kontrolna logika spremnika unaprijed procjenjuje vrijeme posluživanja paketa (dolaska početka paketa do ulaza na izlaznom multiplekseru) pa prema tome šalje paket na odgovarajuću liniju za kašnjenje. Slika 8.17 prikazuje takvo rješenje u kojem postoji  $n$  spremnika za  $n$  valnih duljina. Spremnici su logički razdvojeni, no fizički mogu biti implementirani kao jedan niz linija za kašnjenje u spremniku. Skup valnih duljina koji se koristi unutar spremnika općenito ne mora odgovarati onom koji se koristi za komunikaciju no to ne utječe na daljnja razmatranja.



Slika 8.17 Odabir valnih duljina

Slika 8.18 prikazuje problem optimizacije iskoristivosti. U slučaju sinkronih mreža sa stalnom duljinom paketa (dio  $a$ ) ne postoji problem raspoređivanja paketa jer je duljina paketa u stalnom odnosu (manja, jednaka ili veća) od duljine vremenskog odsječka. Tako se ne mora voditi računa o duljinama paketa u svakom od repova, već samo o popunjenosti repa, tj. broju paketa u svakom repu. Odabire se ona valna duljina koja ima najkraći rep, tj. koja ima najmanji broj paketa u repu jer će ta valna duljina ujedno biti i prva oslobođena za slanje. Razmak između kraja slanja zadnjeg paketa u repu i početka slanja novog paketa jednaka je bez obzira koji je rep odabran jer su početci slanja svih paketa poravnati s početkom odsječka, odnosno duljine linija za kašnjenje proporcionalne su duljinama linija za kašnjenje.





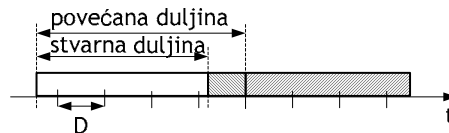
Slika 8.18 Problem optimizacije iskoristivosti

U asinkronom slučaju s promjenjivom duljinom paketa (dio *b*) postoji opasnost od pojave vremenskih perioda u kojima je neka valna duljina neiskorištena za slanje podataka. Na slici je prikazan slučaj kada je odabrana valna duljina zauzeta slanjem paketa do vremenskog trenutka  $t_f$ .

Novi paket mora biti zakašnjen za vrijeme jednako  $t_f - t_0$ , no kako su moguća vremena kašnjenja diskretna jedino moguće vrijeme jednako je

$$\Delta = \left\lceil \frac{t_f - t_0}{D} \right\rceil D \quad (8.1)$$

Izlazna valna duljina ostala je neiskorištena u vremenskom periodu jednakom  $\tau = \Delta - t_f + t_0 \geq 0$ . Slika 8.19 prikazuje povećanje opterećenje izlazne valne duljine zbog pojava intervala neiskorištenosti. Duljina paketa koji je prethodio novom paketu prividno je bila duža za vrijeme  $\tau$  od njegove stvarne duljine. Dodatno vrijeme uvijek je manje od osnovne duljine linije za kašnjenje.



Slika 8.19 Povećanje opterećenja izlaznog kanala zbog pojave praznina

### **Analički opis pohranjivanja paketa promjenjive duljine**

Ukoliko se dodatna duljina izrazi u vremenskim jedinicama mogu se uvesti sljedeće oznake:

- $v$  označava stvarnu duljinu paketa (broj bitova podijeljen brzinom prijenosa po valnoj duljini/kanalu), te
- $v_e$  označava povećanu duljinu definiranu kao vrijeme koje je izlaznu valnu duljinu zauzeo promatrani paket iako se ništa zaista nije prenosilo u nekom vremenskom periodu.

Pretpostavljajući da su dolasci paketa neovisni o stanju repa, te da su duljine paketa neovisno raspodijeljene slijedi da vrijeme  $\tau$  koje se pojavljuje pristizanjem novog paketa koji se pohranjuje poprma vrijednosti između 0 i  $D$  s jednolikom razdiobom. Ukoliko se s  $\pi_q$  označi vjerojatnost da će neki paket biti pohranjen za srednju vrijednost povećane duljine  $v_e$  slijedi [65]

$$\bar{v}_e = (1 - \pi_q) \bar{v} + \pi_q \left( \bar{v} + \frac{D}{2} \right) = \bar{v} + \pi_q \frac{D}{2}. \quad (8.2)$$

Ukoliko se s  $\lambda$  označi intenzitet dolazaka tada je opterećenje običnog repa jednako

$$\rho = \lambda \bar{\vartheta}. \quad (8.3)$$

Opterećenje je FDL spremnika veće zbog povećane duljine koja uzrokuje povećano opterećenje  $\rho_e$ :

$$\rho_e = \lambda \bar{\vartheta}_e = \rho + \lambda \pi_q \frac{D}{2} \geq \rho. \quad (8.4)$$

Za neku određenu vrijednost  $B$  mora postojati optimalna vrijednost parametra  $D$ :

- ako je  $D$  vrlo mali (približava se 0) tada je vremenska zrnatost spremnika velika, ali je kapacitet spremnika mali (u graničnom se slučaju približava 0), pa se performanse u pogledu gubitaka paketa moraju poboljšavati s povećanjem osnovne duljine  $D$ , no
- ako je  $D$  vrlo velik (približava se beskonačnosti), kapacitet pohranjivanja je također vrlo velik u pogledu vremena kašnjenja koja se mogu unijeti, no vremenska zrnatost spremnika je vrlo mala pa je i povećana duljina paketa velika u odnosu na pravu duljinu paketa (u graničnom se slučaju približava beskonačnosti s  $D$ ), pa se stoga performanse moraju poboljšavati sa smanjenjem osnovne duljine  $D$ .

Za očekivati je da između ova dva slučaja postoji optimum osnovne duljine, označen s  $D_o$ , koji predstavlja ravnotežu vremenske rezolucije i mogućeg vremena kašnjenja.

Pretpostavljeno je da se proces dolaska može opisati Poissonovim procesom s eksponencijalno raspodijeljenim duljinama paketa. Sustav posluživanja ipak nije jednostavan  $M/M/1$  sustav. Raspodjela duljina paketa koji su pohranjeni u spremnik nije više eksponencijalna, za razliku od duljina paketa koji se ne pohranjuju koji zadržavaju eksponencijalnu raspodjelu. Sustav jedne valne duljine može se opisati kao jednoprosorski sustav u kojem se dolazni paketi pohranjuju ako i samo ako je ukupna duljina paketa u sustavu manja od  $D_M = (B-1)D$ , odnosno ukupnog kapaciteta spremnika. U suprotnom je potrebno kašnjenje neostvarivo i paket biva odbačen.

Uzimajući u obzir sve prethodne pretpostavke moguće je formirati statistički opis, no on bi bio suviše složen za brzo računalno izvođenje. Zato se pretpostavlja eksponencijalna raspodjela duljina svih paketa s promijenjenom srednjom duljinom jednakom

$$\bar{\vartheta}_e = \frac{1}{\mu_e}. \quad (8.5)$$

Ukoliko je  $k$  broj paketa u sustavu posluživanja može se izračunati vjerojatnost  $P_{lk}$  da je ukupna duljina paketa veća od  $D_M = (B - 1)D$ . U tom je slučaju  $k-1$  paketa pohranjeno u spremniku a jedan se poslužuje (prenosi na odabranoj valnoj duljini). S obzirom da su duljine paketa eksponencijalno raspodijeljene, suma njihovih duljina ravna se prema Erlangovoj razdiobi zbog čega slijedi

$$P_{lk} = \int_{(B-1)D}^{\infty} \mu_e \frac{(\mu_e t)^{k-1}}{(k-1)!} e^{-\mu_e t} dt = e^{-\mu_e (B-1)D} \sum_{i=0}^{k-1} \frac{[\mu_e (B-1)D]^i}{i!}, k > 0. \quad (8.6)$$

Slijedi  $P_{lk} = 0$  za  $k = 0$ .

Poissonov proces posjeduje svojstvo koje se naziva PASTA (*Poisson Arrivals See Time Averages*) ili ROP (*Random Observer Property*). Prema tom svojstvu dolazni

paket vidi stanje sustava kao da je došao u slučajnom vremenskom trenutku bez obzira što dolasci paketa uzrokuju promjene u sustavu i evoluciju sustava. Zbog ovog svojstva  $P_{lk}$  također označava vjerojatnost odbacivanja, odnosno da paket prilikom dolaska nalazi  $k$  paketa u sustavu.

Vjerojatnosti stanja sustava  $P_k$  mogu se izračunati poznavanjem  $P_{lk}$  i intenziteta dolazaka (rađanja) u stanju  $k$   $\lambda_k = (1 - P_{lk})\lambda$ . Prosječan intenzitet posluživanja (umiranja) jednak je  $\mu_k = \mu_e$  i neovisan je o broju paketa  $k$ . Vjerojatnost da će u spremniku u nekom vremenskom trenutku biti  $k$  paketa jednaka je

$$P_k = P_0 \prod_{i=0}^{k-1} \frac{\lambda_i}{\mu_i + 1} = P_0 \rho_e^k \prod_{i=0}^{k-1} (1 - P_{li}). \quad (8.7)$$

Vjerojatnost pohranjivanja paketa  $\pi_q$  jednaka je

$$\pi_q = 1 - P_0, \quad (8.8)$$

dok vjerojatnost odbacivanja paketa  $\pi_l$  iznosi

$$\pi_l = \sum_{k=0}^{\infty} P_k P_{lk}. \quad (8.9)$$

Sada je moguće napisati sljedeći sustav jednačbi

$$\begin{cases} \rho_e = \lambda \bar{v}_e \\ \bar{v}_e = \bar{v} + \pi_q \frac{D}{2} \\ \pi_q = 1 - P_0. \end{cases} \quad (8.10)$$

Prethodni se sustav lako može riješiti iteracijama počevši s  $\rho_e = \rho$ . Posljednji izraz daje vrijednost  $\pi_q$ , drugi izraz srednju vrijednost  $v_e$ , a prvi izraz novu vrijednost  $\rho_e$  s kojom se započinje nova iteracija.

Druga mogućnost je da se uz pretpostavku o sustavu posluživanja beskonačnog kapaciteta vjerojatnost gubitka paketa aproksimira s vjerojatnošću da je ukupna suma duljina paketa veća od ukupnog kapaciteta spremnika  $D_M$ . Razdioba vjerojatnosti duljina paketa jednaka je

$$F(x) = 1 - \rho_e e^{-(1-\rho_e)x/\bar{v}_e}. \quad (8.11)$$

Korištenjem činjenice da je paket izgubljen kada ukupna duljina pohranjenih paketa premašuje ukupnu duljinu spremnika te PASTA svojstva za vjerojatnost gubitka paketa  $\pi_l$  slijedi

$$\pi_l \approx \rho_e e^{-(1-\rho_e)D_M/\bar{v}_e}. \quad (8.12)$$

Uvođenjem zamjene  $D^* = D/\bar{v}$  te

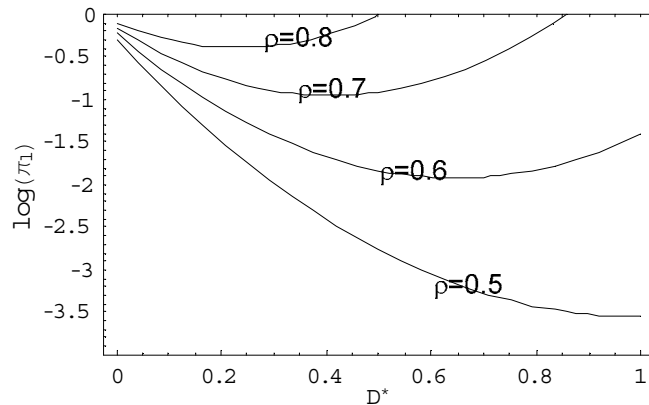
$$\rho_e = \frac{\rho}{1 - \lambda \frac{D}{2}} = \frac{2\rho}{2 - \rho D^*}, \quad (8.13)$$

moguće je izraz za vjerojatnost gubitka paketa izraziti kao

$$\pi_l \approx \rho_e e^{-\frac{2(1-\rho_e)(B-1)D^*}{2+\rho_e D^*}} = \frac{2\rho_e e^{-\frac{(B-1)(1-2\rho/(2-\rho D^*))}{1+\rho D^*/(2-\rho D^*)} D^*}}{2-\rho D^*}. \quad (8.14)$$

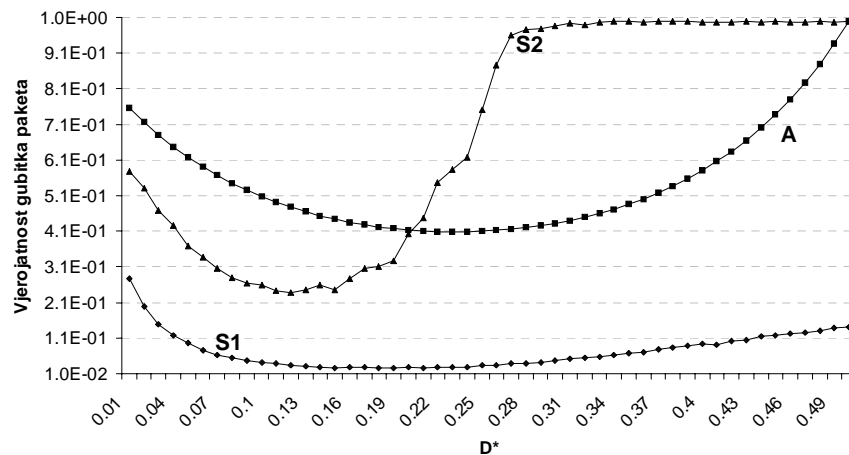
Za određenu vrijednost  $\rho$  i  $B$  vjerojatnost gubitka paketa ovisi samo o  $D^*$ , odnosno omjeru vremenske zrnatosti spremnika i srednje duljine paketa.

Slika 8.20 i Slika 8.22 prikazuju logaritamsku vrijednost vjerojatnosti gubitka paketa u ovisnosti o normaliziranoj osnovnoj duljini linije za kašnjenje i broju linija za kašnjenje. Primjer s 32 linije za kašnjenje nije uporabljiv zbog prevelike vjerojatnosti odbacivanja paketa. Krivulje dobivene analitičkim putem ograničene su na područje vrijednosti  $D^*$  tako da je  $\rho_e < 1$ . To neće biti slučaj s repom koji ima ograničenu duljinu jer će povećanje  $\rho_e$  voditi velikom zagušenju repa s velikim gubicima paketa u kojem će poslužitelj gotovo stalno biti opterećen. U tom će slučaju opterećenje biti blizu 1 erl a gubici paketa jednaki  $\rho_e - 1$  neovisno o duljini spremnika. Zbog toga će vjerojatnost gubitka paketa poprimiti vrijednost  $(\rho_e - 1)/\rho$ . Ova se posljedica ne može opisati aproksimacijom s beskonačnim repom.



Slika 8.20 Vjerojatnost gubitka paketa u ovisnosti o normaliziranoj osnovnoj duljini  $D^*$  pri  $B=32$

Slika 8.21 prikazuje usporedbu analitičkih (oznaka A) i simulacijskih rezultata (oznake S1 i S2) pri  $B = 32$  i  $\rho = 0.8$ .

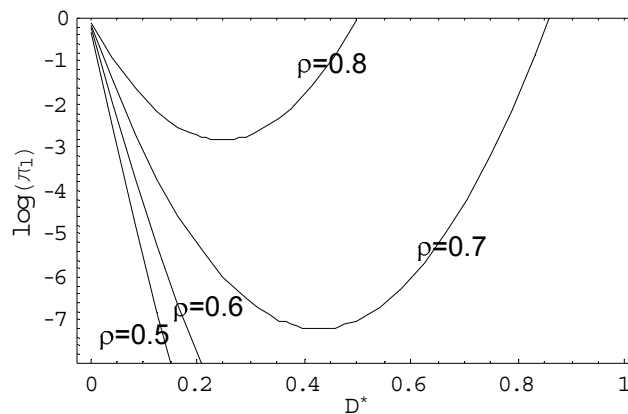


Slika 8.21 Usporedba analitičkih i simulacijskih rezultata

Sa  $S1$  označeni su simulacijski rezultati dobiveni uz simulaciju stvarnog spremnika s 32 linije za kašnjenje, dok su s  $S2$  označeni rezultati dobiveni simulacijom beskonačnog spremnika. U tom su slučaju kao odbačeni bili označeni oni paketi koji su bili usmjeravani prema linijama za kašnjenje koje su duže od 31 osnovne duljine.

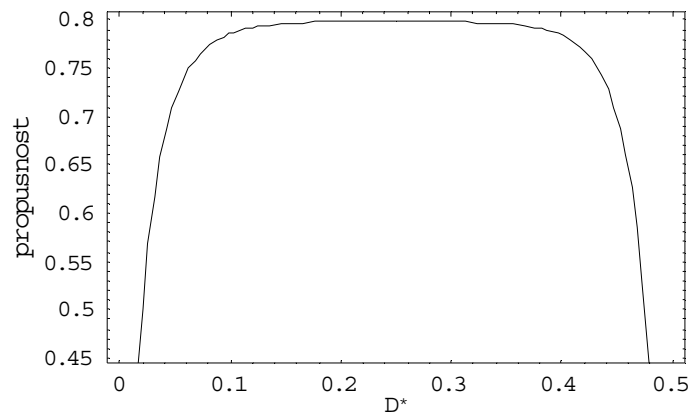
Vidljivo je veliko odstupanje simulacijskih i analitičkih rezultata pri nižim vrijednostima osnovne duljine  $D$ . Sve krivulje pokazuju da postoji optimum osnovne duljine  $D$  u kojem je vjerojatnost gubitka paketa najmanja. Rezultati dobiveni metodom  $S2$  pokazuju vjerojatnosti gubitka paketa blizu 1 pri vrijednostima  $D^*$  iznad 0.3. To je posljedica metode računanja u kojoj se svi paketi koji se pohranjuju na duže linije za kašnjenje izgubljeni.

Slika 8.22 prikazuje dobro vidljive optimume vrijednosti  $D^*$  gdje je vjerojatnost gubitka minimalna. Za  $\rho = 0.8$  to iznosi negdje oko četvrtine srednje duljine paketa, dok za  $\rho = 0.7$  optimalna osnovna duljina linije za kašnjenje iznosi oko 0.4 srednje duljine paketa. Također je vidljivo da su minimumi jako izraženi s malim promjenama vrijednosti vjerojatnosti gubitka paketa oko minimuma što znači da optimalna osnovna duljina  $D_0$  ne mora biti točno određena, odnosno da će manja odstupanja od optimalne vrijednosti uzrokovati relativno mala pogoršanja vjerojatnosti gubitka paketa.



Slika 8.22 Vjerojatnost gubitka paketa u ovisnosti o normaliziranoj osnovnoj duljini  $D^*$  pri  $B=256$

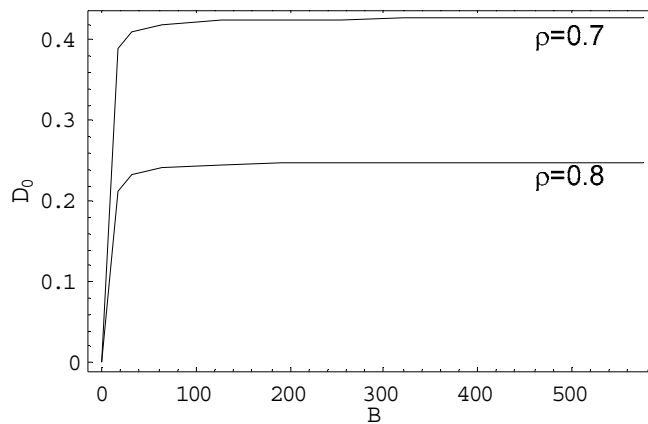
Slika 8.23 prikazuje propusnost sustava u odnosu na normaliziranu osnovnu duljinu  $D^*$ , te uz  $B = 256$  i  $\rho = 0.8$ .



Slika 8.23 Propusnost spremnika u odnosu na  $D^*$  i uz  $B=256$  i  $\rho=0.8$

Vidljivo je da propusnost na velikom rasponu vrijednosti  $D^*$  neznatno odstupa od maksimalne vrijednosti što ukazuje da optimalnu vrijednost  $D_0$  nije potrebno apsolutno točno odrediti, odnosno da odstupanja od optimalne vrijednosti malo pogoršavaju performanse što se potvrđuje i na sljedećoj slici.

Slika 8.24 prikazuje optimalne vrijednosti  $D^*$  u ovisnosti o broju linija za kašnjenje  $B$  i opterećenju  $\rho$ . Krivulje su dobivene nalaženjem korijena derivacije izraza (8.7) po parametru  $D^*$  i pronalaženjem korijena dobivenog izraza. Dobivena optimalna vrijednost normalizirana je prema srednjoj duljini paketa. Graf pokazuje povećanje  $D_0$  s povećanjem duljine spremnika. Bitno je uočiti da je povećanje  $D_0$  vrlo malo za spremnike koji imaju više od nekoliko desetaka linija za kašnjenje.  $D_0$  se može stoga aproksimirati konstantom za veće spremnike.



Slika 8.24 Optimalna osnovna duljina  $D_0$  normalizirana prema srednjoj duljini paketa u ovisnosti o broju linija za kašnjenje  $B$

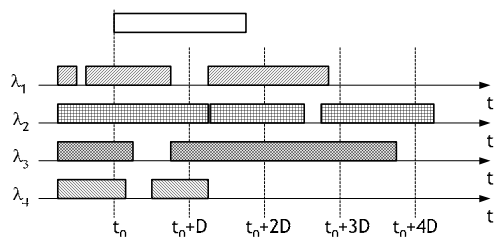
### **Sheme pohranjivanja paketa u spremnik**

Sheme pohranjivanja paketa u spremnik moraju svakom pridošlom paketu pridijeliti par (*linija za kašnjenje, valna duljina*). Ukoliko se takav par ne može pridijeliti zbog popunjena spremnika promatrani se paket odbacuje. Ukoliko je pridijeljena prva linija za kašnjenje duljine 0 promatrani se paket ne pohranjuje u spremnik već izlazi izravno na izlazno vlakno.

Sheme pohranjivanja paketa su kod sinkronih mreža sa stalnim duljinama paketa jednostavne s obzirom da se odabir valne duljine svodi na onu s najslabije popunjenim repom čekanja, a odabir linije za kašnjenje se svodi na utvrđivanje broja paketa (ćelija) u repu čekanja odabrane valne duljine. Detaljnija je analiza provedena u 8.1.2.

Osim odabira linije za kašnjenje koja će unijeti dovoljno veliko kašnjenje da ne bi došlo do sukoba paketa na izlazu potrebno je voditi računa i o optimalnom iskorištenju valnih duljina (*void filling*).

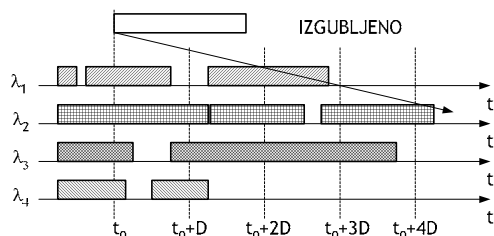
Slika 8.25 prikazuje stanja linija za kašnjenje na pojedinim valnim duljinama dolaskom novog paketa.



Slika 8.25 Početno stanje primjera sheme odabira valne duljine

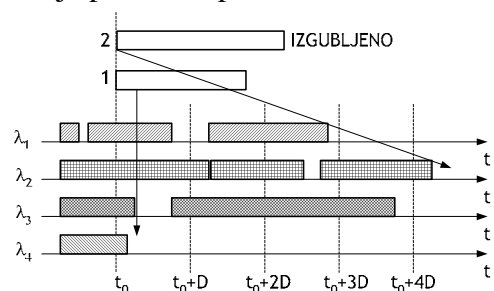
Na gornjem će primjeru biti objašnjene sheme pohranjivanja paketa u spremnike [61]:

- *Slučajna* (RND – *random*, Slika 8.26) – najjednostavniji slučaj kada se valna duljina odabire slučajno bez provjere stanja repova koji odgovaraju toj valnoj duljini. U ovom se slučaju očekuju slične performanse kao i u slučaju s jednom valnom duljinom jer algoritam ne koristi činjenicu da se radi o WDM sustavu. Upravljačka logika prospojnika mora posjedovati generator slučajnih brojeva.



Slika 8.26 Primjer RND i RR shema

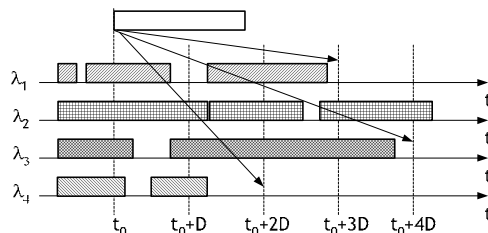
- *Round Robin* (RR, Slika 8.26) – valne se duljine odabiru slijedno, ali ponovno bez provjere stanja repova. Očekuje se da ova shema daje slične rezultate kao i RND s obzirom da se ne koristi WDM dimenzija. Ovu je shemu najjednostavnije implementirati jer zahtijeva samo inkrementalni brojač,
- *Slučajna ako nema praznih repova* (RNE – *Random if Non-Empty queues*, Slika 8.27) – bira se valna duljina koja odgovara praznom repu ako postoji barem jedan, a u suprotnom odabire se slučajno među valnim duljinama koje odgovaraju nepraznim repovima. Od ove se sheme očekuju bolje performanse nego u RND slučaju zbog uvođenja optimizacije. Kompleksnost je povećana mehanizmom utvrđivanja praznih repova.



Slika 8.27 Primjer RNE sheme

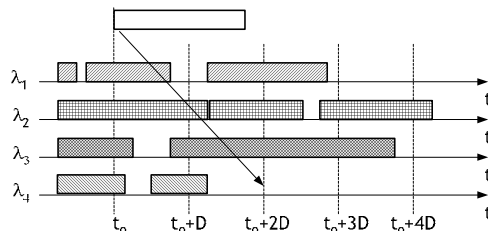
- *Slučajna među nepopunjenim repovima* (RNF – *Random among Non-Full queues*, Slika 8.28) – algoritam je sličan RND samo što se valna duljina bira među nepraznim repovima isključivanjem popunjenih repova na početku. U slučaju da se valna duljina ne pronade paket je izgubljen. Ovo je još jedna optimizacija

RND sheme. Kontrolna logika mora slučajno odabrati valnu duljinu znajući koji repovi nisu popunjeni.



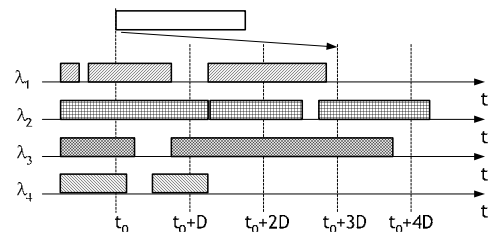
Slika 8.28 Primjer RNF sheme

- Najmanja duljina repa (MINL – *MINimum Length queue*, Slika 8.29) – dolaskom novog paketa bira se najkraći rep, tj. rep s najmanjom vrijednošću  $\Delta$ . U slučaju da dva repa imaju jednake duljine (vrijednosti  $\Delta$ ) bira se onaj koji unosi najkraći  $\tau$ . Ovaj algoritam u potpunosti iskorištava WDM dimenziju i očekuje se da daje najbolje performanse među opisanim algoritmima. Upravljačka logika prospojnika je komplicirana jer mora utvrditi vrijednosti  $\Delta$  i  $\tau$  za svaki rep i sortirati ih u rastućem poretku.



Slika 8.29 Primjer MINL sheme

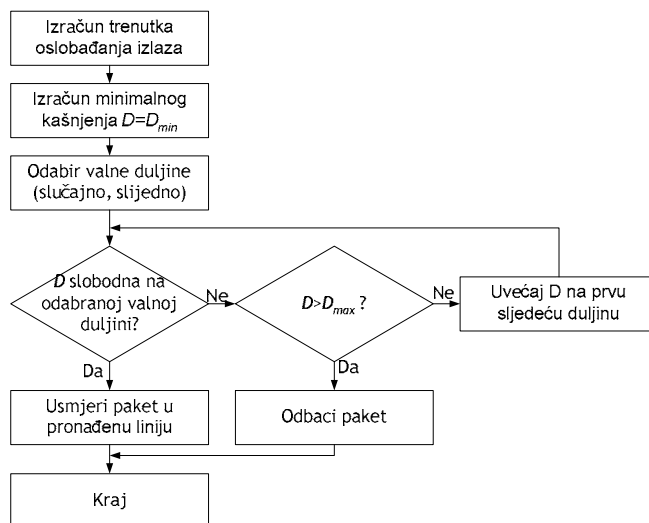
- Rep s najmanjim razmakom (MING – *MINimum Gap queue*, Slika 8.30) – bira se rep koji unosi najmanji  $\tau$  među uzastopnim paketima. U slučaju da dvije valne duljine imaju istu vrijednost  $\tau$ , bira se ona koja ima najkraći rep (najmanja vrijednost  $\Delta$ ). Očekuju se jednako dobre performanse kao i u MINL slučaju. Kontrolna logika mora poznavati  $\Delta$  i  $\tau$  za svaki rep kao i u prethodnom slučaju.



Slika 8.30 Primjer MING sheme

Slika 8.31 prikazuje primjer odabira linije za kašnjenje.

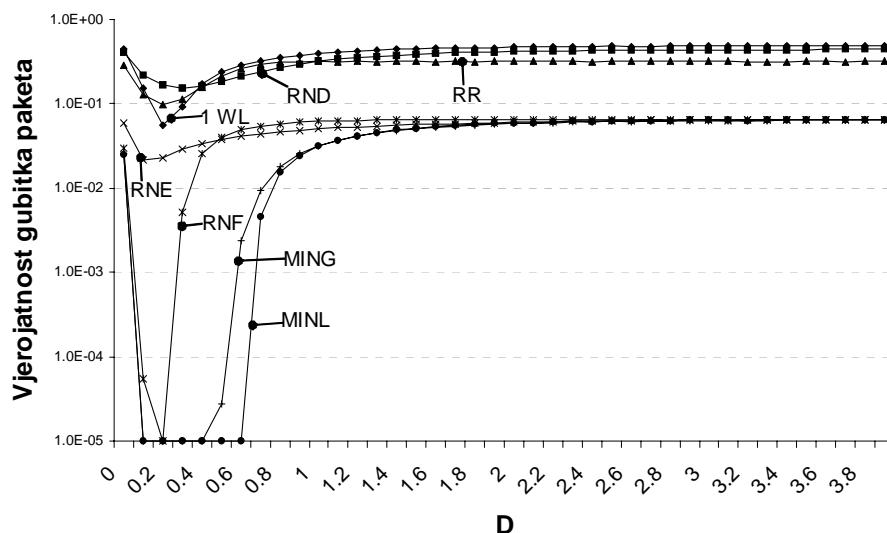




Slika 8.31 Primjer odabira linije za kašnjenje

Primjer se odnosi na sheme RAN, RR dok je kod ostalih shema uvedena provjera popunjenosti repova (RNF) i vremenskog razmaka koji se uvodi pohranjivanjem paketa u odnosu na prethodne paketa (MINL i MING). Izračun se temelji na algoritmu prikazanom na Slika 8.31. Izlaz iz proračuna je minimalna duljina linije  $D_{min}$  koja unosi potrebno kašnjenje. Ukoliko takva linija nije slobodna na odabranoj valnoj duljini povećava se tražena duljina linije dok se ne pronađe slobodna linija ili se ne premaši najveća duljina linije za kašnjenje. Takav je algoritam kompliciraniji za implementaciju od onog koji provjerava stanje samo linije za kašnjenje minimalne duljine ali daje nešto bolje rezultate.

Slika 8.32 prikazuje vjerojatnost gubitka paketa u ovisnosti o shemi pohranjivanja.



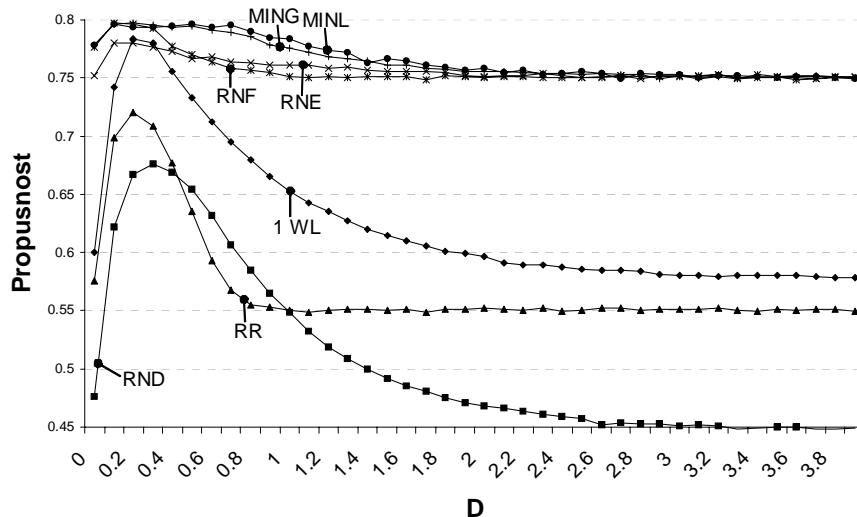
Slika 8.32 Vjerojatnost gubitka paketa u ovisnosti o shemi pohranjivanja

Osnovna duljina linije za kašnjenje mijenjana je u rasponu 0.1 – 4 srednje duljine paketa. Srednja duljina optičkog paketa postavljena je na 520 okteta (20 okteta IP zaglavlja te 500 okteta srednje duljine IP podataka, dodatni podaci optičkog paketa su zanemareni). Brzina kanala postavljena je na 40 Gbit/s s 16 valnih duljina. Spremnik je imao 8 linija za kašnjenje. Provedena je simulacija jednog spremnika s

Poissonovim procesom dolaska na svim kanalima i 0.8 erl opterećenjem po kanalu. Na slici je vidljivo da vjerojatnost gubitka postiže minimum pri  $D$  u rasponu oko četvrtine srednje duljine paketa. Ograničenje vjerojatnosti gubitka paketa na  $10^{-5}$  posljedica je ograničenog broja iteracija simulacije.

Potvrđene su početne pretpostavke o efikasnosti pojedinih shema. RND i RR daju slične rezultate kao i slučaj s 1 valnom duljinom (oznaka 1 WL), odnosno pokazuje se da najjednostavniji mehanizmi dobro ne koriste frekvencijsku dimenziju. Za oko red veličine bolje rezultate pokazuje RNE, dok RNF, MING i MINL pokazuju bolje rezultate i ta 4 reda veličine od najjednostavnijih mehanizama. Pri vrijednostima  $D$  većim od 1.5 duljine paketa RR i RND grupa daje slične rezultate kao i grupa RNE, RNDF, MING i MINL. Vidljivo je da povećanje  $D$  ne mijenja vjerojatnost gubitka koja ostaje konstantna.

Slika 8.33 prikazuje propusnost spremnika u ovisnosti o shemi pohranjivanja i osnovnoj duljini linije za kašnjenje. Ulazno opterećenje po kanalu iznosilo je 0.8 erl. Vidljivo je da se maksimalno izlazno opterećenje postiže za raspon vrijednosti  $D$  koji odgovara minimalnoj vjerojatnosti gubitka paketa. Vidljivo je da sve sheme postižu stalnu propusnost pri većim vrijednostima  $D$ . Najslabije rezultate pokazuje RND shema koja ima i najveću vjerojatnost gubitka paketa, dok najveću propusnost pokazuju sheme MING i MINL.



Slika 8.33 Propusnost u ovisnosti o shemi pohranjivanja

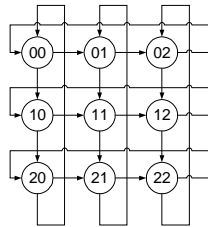
## 8.2 Otklonsko usmjeravanje

Optičko pohranjivanje potaknuto je konvencionalnim elektroničkim rješenjima. Kako je u elektroničkim mrežama kapacitet linkova puno manji nego u današnjim optičkim mrežama puno je naglaska bilo stavljeno na povećanje iskorištenja prijenosnog medija (*link utilization*). U mrežama koje koriste optičko pohranjivanje podataka za svaki se paket garantira da će do odredišta doći najkraćim mogućim putem čime je broj skokova (*hops*) u mreži minimiziran. Korištenje optičkog pohranjivanja zahtjeva puno opreme i složenu elektroničku kontrolu. Drugi je problem gubitak snage koje uvjetuje korištenje optičkih pojačala i degradaciju odnosa signal-šum što ograničava veličinu mreže na vrlo velikim brzinama osim ako se ne koristi skupa regeneracija signala.

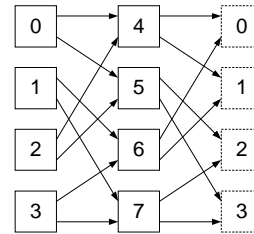
U otklonskom usmjeravanju sukob se rješava prema sljedećem mehanizmu: ako dva ili više paketa trebaju isti izlazni link da bi se postiglo usmjeravanje s najkraćom udaljenosti, samo će jedan biti usmjeren na taj link, dok će ostali biti usmjereni na putove s udaljenostima većima od minimalne. Zbog toga broj skokova više nije fiksna za isti par izvorišnog i odredišnog čvora. Otklonsko usmjeravanje ne isključuje nužno pohranjivanje paketa. Najviše pojednostavljenja može se dobiti korištenjem *hot-potato* usmjeravanja koje je poseban slučaj otklonskog usmjeravanja u slučaju gdje optički spremnici nisu uopće prisutni.

Provedene su brojne analize otklonskog usmjeravanja na regularnim mrežnim topologijama s jednolikim prometnim opterećenjem. Takve su logičke topologije građene nad različitim fizičkim topologijama (prsten, zvijezda ili mreža). Slika 8.34 prikazuje dvije najčešće topologije korištene za simulaciju mrežnih performansi:

- Manhattan Street Network (MSN), i
- ShuffleNet.



3x3 Manhattan Street Network



ShuffleNet od 8 čvorova

Slika 8.34 Manhattan Street Network i SuffleNet

Svaki čvor u ovim topologijama ima dva ulazna i dva izlazna porta te mora posluživati prolazni i lokalno generirani/odredišni promet.

Proučavan je utjecaj različitih strategija usmjeravanja na mrežne performanse (kašnjenje, prosječan broj skokova, agregatni kapacitet mreže – broj paketa koje mreža može obraditi u nekom vremenskom razdoblju). Usporedba je napravljena na *ShuffleNet* topologiji između pohrani i usmjeri i *hot-potato* usmjeravanja i pokazuje da je prosječan broj skokova veći za *hot-potato* usmjeravanje jer svi paketi do odredišta ne dolaze najkraćim putovima. S brojem korisnika (čvorova) povećava se i prosječan broj skokova i agregirani kapacitet za obje strategije usmjeravanja. U mrežama s više skokova gdje se podaci od izvorišta do odredišta moraju usmjeravati preko više čvorova samo se dio kapaciteta mreže koristi za novo stvoreni promet. Određeni dio mrežnog kapaciteta koristi se za prolazni promet (*bypassing traffic*) kojeg čine paketi koji putuju prema odredištu.

Ukupan kapacitet mreže obrnuto je proporcionalan prosječnom broju skokova, a proporcionalan broju čvorova i kapacitetu linkova između čvorova. Pohrani i usmjeri mehanizam može maksimizirati mrežni kapacitet kako se povećava broj čvorova. Može se pokazati da čak i za mreže koje sadrže nekoliko tisuća čvorova agregirani kapacitet *hot-potato* usmjeravanja nije manji od 75% onog kod pohrani i usmjeri mehanizma. Objasnjenje ovog rezultata može biti da *hot-potato* usmjeravanje koristi mrežu kao veliki spremnik i usmjeravaju paket u sukobu prema ostatku mreže. Ovaj oblik usmjeravanja smanjuje propusnost mreže u korist jednostavnije sklopovske implementacije.

U mrežama s optičkom komutacijom paketa sve-optički put prosipojen je između izvorišta i odredišta bez potpune regeneracije i zato postaje ograničen u duljini na vrlo velikim brzinama prijenosa. Umnožak udaljenosti i brzine prijenosa je stalan ukoliko se želi zadržati greška po paketu (PER – *Packet Error Ratio*) ispod neke granice. PER ovisi o brzini prijenosa uz zadanu veličinu mreže i prosječan broj skokova.

Postoje tri obilježja koja određuju performanse mreže s otklonskim usmjeravanjem:

1. promjer (najveća udaljenost između bilo kojeg para čvorova u mreži i dobar pokazatelj kompaktnosti mreže),
2. cijena otklona (maksimalno povećanje duljine puta u broju skokova uslijed jednog otklona), te
3. zaobilazni (*don't care*) čvorovi (čvorovi kod kojih su oba izlazna linka dio najkraćeg puta).

Visok postotak zaobilaznih čvorova smanjuje broj otklanjanja čak i pri visokim opterećenjima.

Performanse *ShuffleNet*-a su bolje zbog manjeg promjera od MSN što se zadržava i pri visokim opterećenjima visokim postotkom zaobilaznih točaka. Očekivani broj skokova ovisi o mehanizmu usmjeravanja. Za spremi i prosljedi mehanizme s beskonačnim spremnicima prosječan broj skokova je minimalan jer paketi uvijek putuju najkraćim putem do odredišta. Vrijeme pohranjivanja u tom slučaju teži k beskonačnosti kako se mreža približava zasićenju, tj. kada se vjerojatnost generiranja paketa u svakom vremenskom odsječku približava 1. Za otklonsko usmjeravanje prosječan broj skokova postaje rastuća funkcija opterećenja linka zbog čega je propusnost manja nego u spremi i prosljedi usmjeravanju.

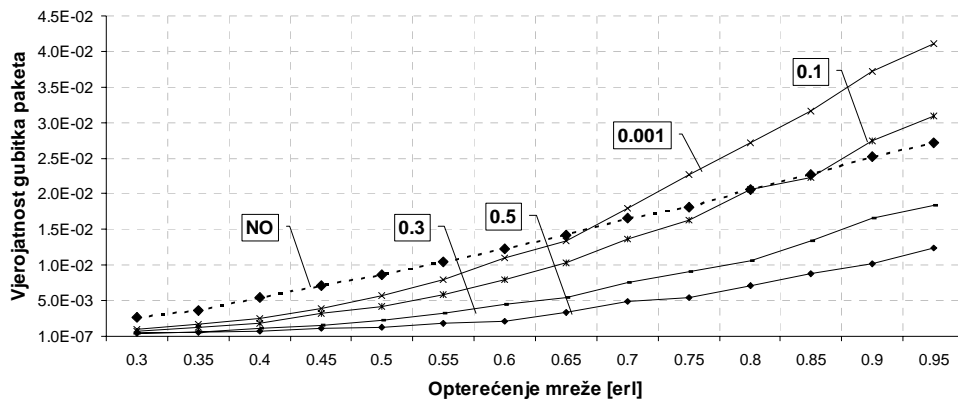
U svim opisanim mehanizmima usmjeravanja pretpostavljala se sinkrona mreža koja zahtjeva složene i skupe mehanizme poravnavanja paketa. Ova pretpostavka može postati problematična s obzirom da otklonsko usmjeravanje pretpostavlja male ili nikakve optičke spremnike. Postavlja se pitanje performanse mreže ako se uklone stupnjevi za poravnanje paketa i umjesto toga koristi otklonsko usmjeravanje.

Asinkrone mreže dolaze u zagušenje povećanjem prometnog opterećenja, a propusnost im se postupno smanjuje kada opterećenje pređe određenu granicu. Razlog je u tome što sve veći broj paketa počinje "kružiti" mrežom zbog otklonskog usmjeravanja što smanjuje kapacitet mreže za procesiranje novih paketa. Stvara se zatvoreni krug što dovodi do potpunog kolapsa mreže. Da bi se izbjegao potpuni kolaps potrebno je promatrati broj skokova koje paket načini i držati ga ispod određene razine. Jedan način povećanja propusnosti i uklanjanja zagušenja je ograničavanje optičkog pohranjivanja u takvim asinkronim mrežama što dovodi do povećanja performansi osobito pri višim opterećenjima. Zagušenje se značajno smanjuje i korištenjem jedne cirkulirajuće petlje. Problem asinkronog otklonskog usmjeravanja s ograničenim spremnicima je broj prolaska paketa kroz petlju, jer se odnos signal-šum pogoršava korištenjem optičkih pojačala, a kašnjenje u mreži se povećava s brojem kruženja. Zbog toga je potrebno utvrditi optimalan maksimalan broj ponovnih kruženja paketa. Praćenje broja skokova smanjuje "lutanje" paketa mrežom što je teško zabilježiti u polju zaglavlja (slično kao TTL polje IP zaglavlja) jer bi se zaglavlje trebalo mijenjati u svakom čvoru. Jedno od rješenja je da izvorišni

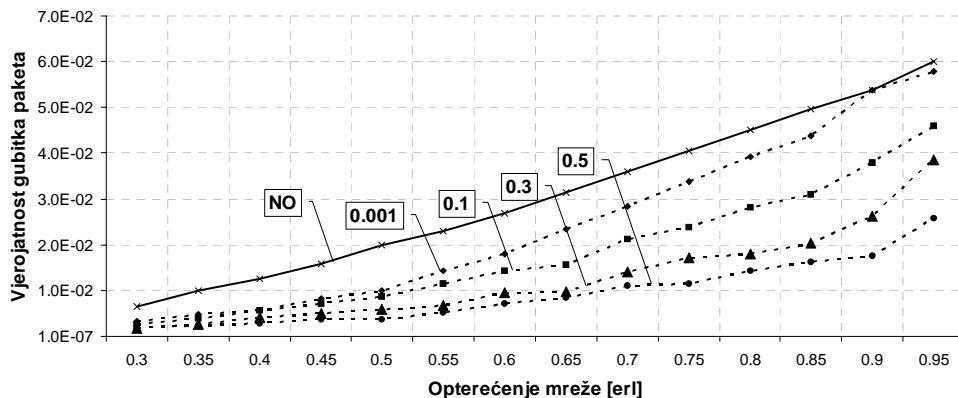
čvor zapiše vremensku oznaku na paket koja se u svakom sljedećem čvoru uspoređuje s lokalnim vremenom (pretpostavka je globalno sinkronizirani takt).

Otklonsko usmjeravanje igra važnu ulogu u mnogim arhitekturama optičkih mreža jer ima male ili nikakve zahtjeve na optičko pohranjivanje. Asinkrono otklonsko usmjeravanje u kombinaciji s ograničenim pohranjivanjem može otkloniti potrebu za složenim sinkronizacijskim stupnjevima i ponuditi zadovoljavajuće performanse uz pažljivi dizajn. Općenito otklonsko usmjeravanje pruža više izbora projektantu mreže, ali unosi i neke specifične probleme kao što su preslagivanje paketa i utjecaj stupnja otklonskog usmjeravanja.

Slika 8.35 i Slika 8.36 prikazuju srednju i najveću vjerojatnost gubitka paketa u ovisnosti o opterećenju mreže. Analiziran je slučaj jednostavne slučajno povezane mreže sa 6 čvorova i 4 valne duljine. Mreža je dimenzionirana sa dodatnim kapacitetom od 0.1% (0.001), 10% (0.1), 30% (0.3) te 50% (0.5). Zanimljive rezultate daju slučajevi s najmanjim dodatnim kapacitetom koji imaju manju vjerojatnost gubitka paketa o referentnog slučaja bez otklona (oznaka *NO*) za manja opterećenja mreže. Porastom opterećenja vjerojatnost postaje veća od referentne jer ima sve više paketa u otklonu koju zagušuju mrežu. Radi se dakle o lošem mehanizmu rješavanja sukoba jer se uz spremnike kao spremnik koristi čitava mreža u slučaju otklona. Time se zagušuje komunikacija na primarnim rutama drugih zahtjeva čime vjerojatnost gubitka paketa na drugim zahtjevima raste brže od smanjenja vjerojatnosti gubitaka zbog otklona.



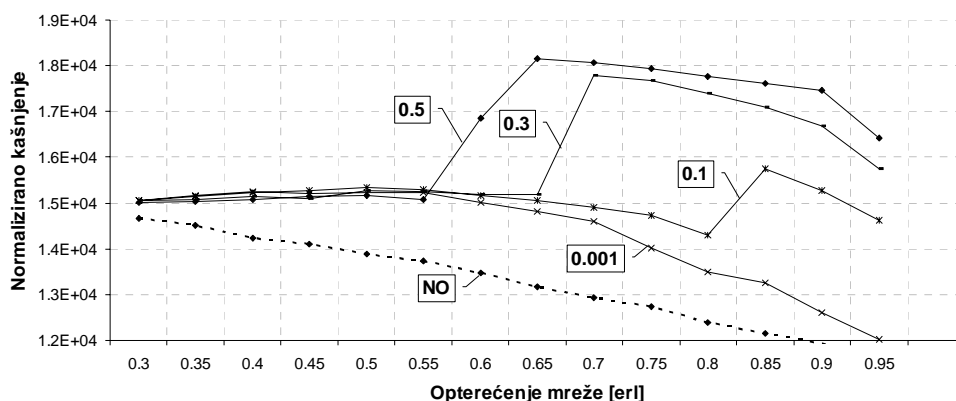
Slika 8.35 Srednja vjerojatnost gubitka paketa u ovisnosti o stupnju otklona



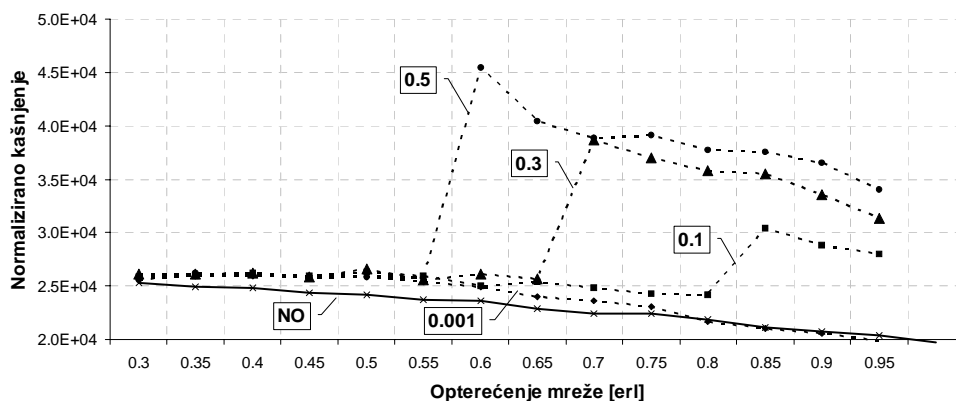
Slika 8.36 Najveća vjerojatnost gubitka paketa u ovisnosti o stupnju otklona

Pri analizi slučajeva s većim postotkom dodatnog dimenzioniranja treba voditi računa o načinu dimenzioniranja mreže. Naime promet je skaliran prije dimenzioniranja tako da se cjelokupna komunikacija podrži jednim vlaknom u svakom smjeru između svakog para čvorova. To zapravo znači smanjenje osnovne komunikacije u odnosu na referentni slučaj što uzrokuje smanjenje vjerojatnosti gubitka paketa u odnosu na referentni slučaj.

Slika 8.37 i Slika 8.39 prikazuju srednje i najveće kašnjenje izražene relativno prema trajanju srednje duljine paketa na 40 Gbit/s kanalu. Vidljivo je da se uz korištenje otklona povećava kašnjenje u odnosu na referentni slučaj bez kašnjenja. Povećanjem opterećenja kašnjenje opada uz nagli skok pri određenom opterećenju. Pad je uvjetovan porastom gubitaka paketa na komunikacijama s velikom vjerojatnosti gubitka paketa koje su fizički uglavnom dulje pa unose i veće kašnjenje. Skok je uvjetovan naglim porastom otklona koji može biti podržan dodatnim kapacitetom (zbog toga nema skoka pri 0.001 dimenzioniranju jer nema dovoljno kapaciteta da podrži otklon).



Slika 8.37 Srednje relativno kašnjenje u ovisnosti o stupnju otklona



Slika 8.38 Najveće relativno kašnjenje u ovisnosti o stupnju otklona

### 8.3 Pretvorba valnih duljina

Optičko pohranjivanje i otklonsko usmjeravanje mogu se općenito smatrati otklonima od uobičajenih postupaka u vremenskoj, odnosno prostornoj domeni. Pohranjivanje i promjena puta imaju svoje prednosti i nedostatke – pohranjivanje osigurava veću propusnost mreže ali zahtjeva više sklopovlja i kontrole, dok je promjenu puta jednostavnije implementirati, no ne može osigurati idealne

performanse mreže. Ovi nedostaci se mogu zaobići ili minimizirati uporabom pretvorbe valnih duljina

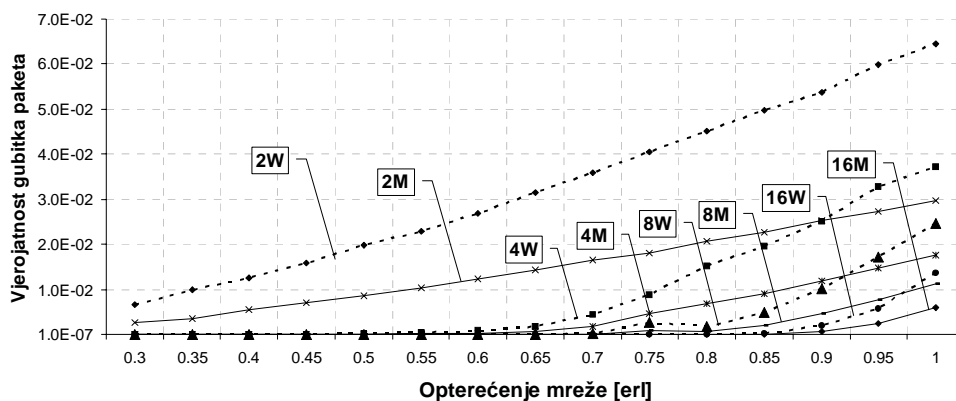
Ulazni stupanj u prospojnom čvoru, koji koristi pretvorbu valnih duljina i pohranjivanje, demultipleksira valne kanale, a valni pretvarači lociraju raspoložive valne duljine za određeni izlaz. Neblokirajući prostorni prospojnik odabire izlaz ili odgovarajuću liniju za kašnjenje. Ovdje se spremnik može sastojati od niza linija za kašnjenje različitih duljina.

Pretvorba valnih duljina u kombinaciji s optičkim pohranjivanjem može se primijeniti i u asinkronim mrežama.

Pokazano je da pretvorba valnih duljina smanjuje broj optičkih prospojnika i smanjuje vjerojatnost gubitka paketa. *Hot-potato* usmjeravanje u kombinaciji s pretvorbom valnih duljina postaje interesantno za povezane (*mesh*) mreže (*Manhattan Street network* i *ShuffleNet* [62]) u slučaju da je broj optičkih spremnika u čvorovima jednak broju valnih duljina. Pokazano je da su linije za kašnjenje efikasnije u rješavanju zagušenja od pretvorbe valnih duljina, no pretvorba osigurava smanjenje šuma i ponovno oblikovanje signala. Pohranjivanje je prihvatljivije u mrežama s malim brojem valnih duljina, no spremnici se mogu izbjeći u mrežama s velikim brojem i punom pretvorbom valnih duljina.

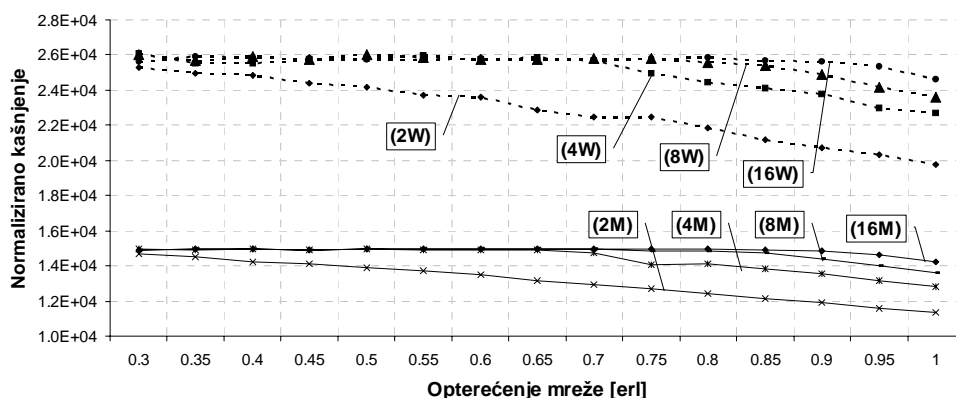
Postoji nekoliko mogućih kombinacija optičkog pohranjivanja i pretvorbe valnih duljina sa spremi i prosljedi ili otklonskim usmjeravanjem. Odabir rješenja ovisi o ograničenjima cijene, kašnjenja paketa, gubitaka paketa, propusnosti mreže ili drugima zahtijevanim performansama.

Slika 8.39 i Slika 8.40 prikazuju vjerojatnost gubitka paketa i normalizirano kašnjenje u ovisnosti o broju valnih duljina i opterećenju. Oznaka  $W$  odnosi se na najgore slučajeve, dok se oznaka  $M$  odnosi na srednje vrijednosti. Analizirani su slučajevi bez pohranjivanja paketa. Vidljivo se da se vjerojatnost gubitka paketa povećava smanjenjem broja valnih duljina što je posljedica manjeg broja kanala koji su na raspolaganju paketima. Kako se radi o slučaju s potpunom promjenom valnih duljina paketima stoje na raspolaganju svi kanali na odabranom izlaznom linku.



Slika 8.39 Vjerojatnost gubitka paketa u ovisnosti o broju valnih duljina

Kašnjenje je normalizirano prema duljini trajanja srednje vrijednosti duljina paketa. Kašnjenje je manje za manji broj valnih duljina što je posljedica veće vjerojatnosti gubitka paketa. Isti je uzrok smanjenja kašnjenja povećanjem opterećenja mreže.



Slika 8.40 Normalizirano kašnjenje u ovisnosti o broju valnih duljina

## 8.4 Analiza pan-europske mreže

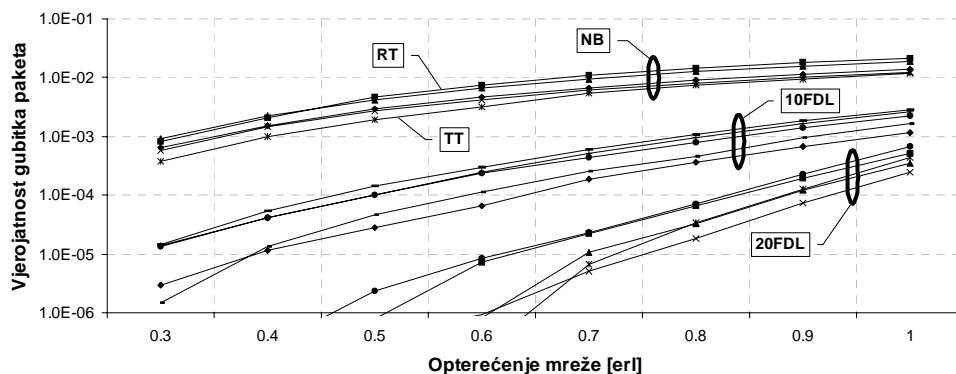
Analiza pan-europske mreže obuhvaća analizu referentnih COST 266 topologija u slučaju promjene opterećenja i pod referentnim opterećenjem za 2004. godinu. U slučaju skaliranja opterećenja prvo je generirano referentno opterećenje koje je zatim skalirano tako da je opterećenje najopterećenijeg linka jednako opterećenju mreže.

### 8.4.1 Skaliranje opterećenja

Prva skupina proračuna obuhvatila je COST 266 topologije uz skaliranje opterećenja za 2004. godinu. Prikazan je utjecaj broja linija za kašnjenje, otklonskog usmjeravanja i broja valnih duljina na vjerojatnost gubitka paketa u ovisnosti o opterećenju mreže.

#### Ovisnost o broju linija za kašnjenje

Analiziran je utjecaj broja linija za kašnjenje na srednju (Slika 8.41) i najgoru (Slika 8.42) vrijednost vjerojatnosti gubitka paketa. Obuhvaćene su tri grupe i to bez optičkih spremnika (oznaka NB), uz 10 linija za kašnjenje (oznaka 10 FDL), te uz 20 linija za kašnjenje (oznaka 20 FDL) po spremniku. Svi analizirani slučajevi koriste 4 kanalne sustave s 40 Gbit/s kanalom.



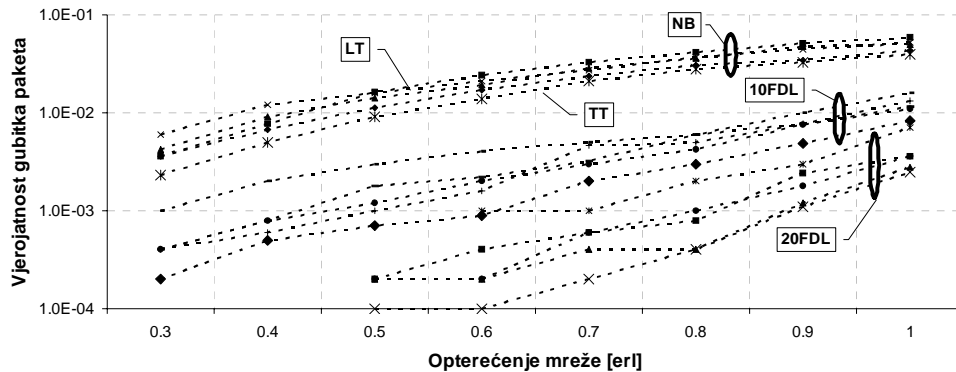
Slika 8.41 Srednja vjerojatnost gubitka paketa u ovisnosti o broju linija za kašnjenje

Zanimljivo je uočiti da RT slučaj ima uvijek najlošiju srednju vjerojatnost gubitka, dok LT slučaj ima najlošiju najgoru vrijednost vjerojatnosti gubitka paketa. To se lako može objasniti najvećim srednjim opterećenjem linka RT slučaja koji uzrokuje



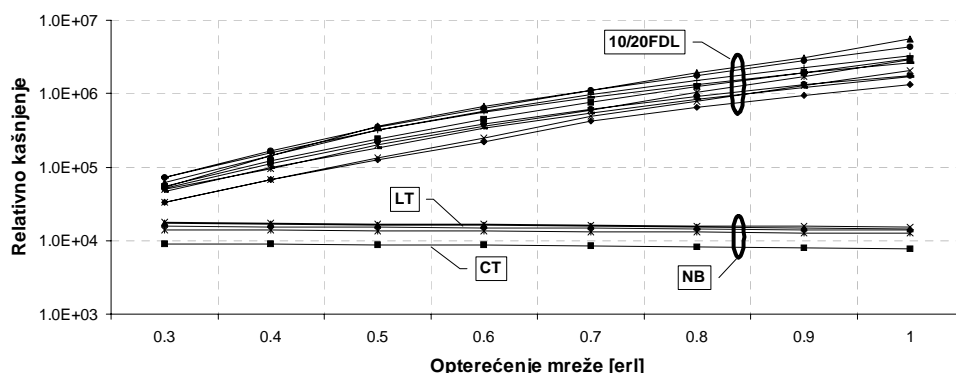
velike vjerojatnosti gubitka paketa. Najveće najgore vjerojatnosti gubitka paketa u *LT* slučaju posljedica su velikog broja čvorova pa tako i najdužih zahtjeva. Fizički dulji zahtjev koristi više opreme pa tako ima i veću vjerojatnost gubitka paketa.

Najgore vjerojatnosti imaju isti trend kao i srednje vjerojatnosti iako je diferencijacija između različitih grupa veličine spremnika manja. *TT* u oba slučaja pokazuje najbolje rezultate što je posljedica najbolje povezanosti, no to je plaćeno visokom cijenom opreme. U slučaju s 20 linija za kašnjenje nisu prikazani rezultati za opterećenje mreže manje od 0.5 zbog prevelikog potrebnog broja iteracija simulacije.

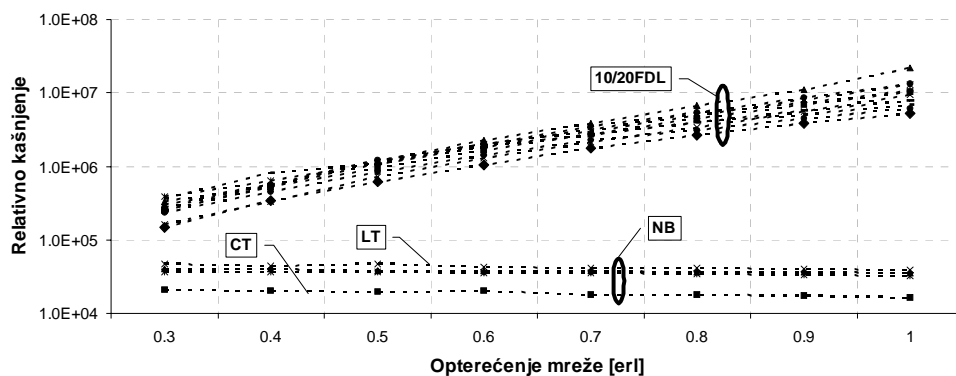


Slika 8.42 Najgora vjerojatnost gubitka paketa u ovisnosti o broju linija za kašnjenje

Iste skupine proračuna primijenjene su i na srednje (Slika 8.43) i najveće vrijeme kašnjenja (Slika 8.44). Vrijeme je normalizirano prema duljini trajanja paketa srednje duljine jednako vrijednosti. Zanimljivo je da je dobra diferencijacija postignuta između samo dvije skupine, odnosno slučaja bez pohranjivanja i slučaja s pohranjivanjem. U slučaju bez pohranjivanja kašnjenje blago opada s povećanjem opterećenja što je posljedica povećanog gubitka paketa na duljim zahtjevima. Smanjenjem broja paketa na duljim zahtjevima smanjuje se i doprinos većih kašnjenja. Slučajevi s 10 i 20 linija za kašnjenje imaju jednak trend porasta s porastom opterećenja zbog većeg korištenja duljih linija za kašnjenje. Ovaj bi porast bio blaži da je broj linija za kašnjenje manji, odnosno da je vjerojatnost gubitka paketa s porastom opterećenja izraženija.



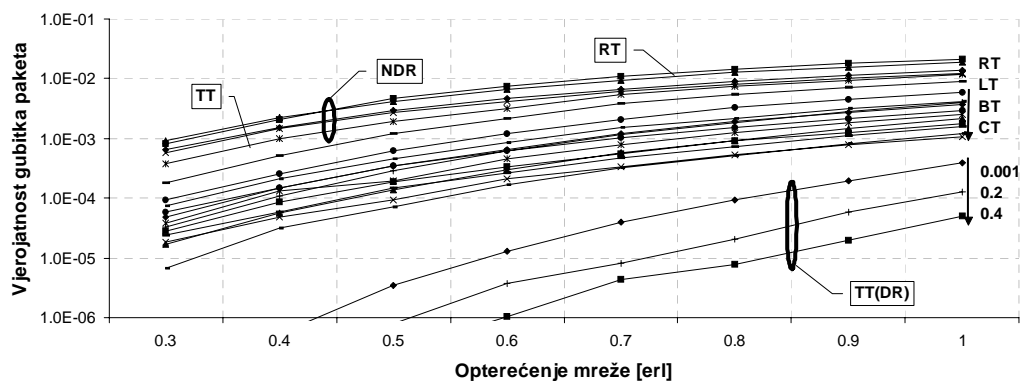
Slika 8.43 Normalizirano srednje kašnjenje u ovisnosti o broju linija za kašnjenje



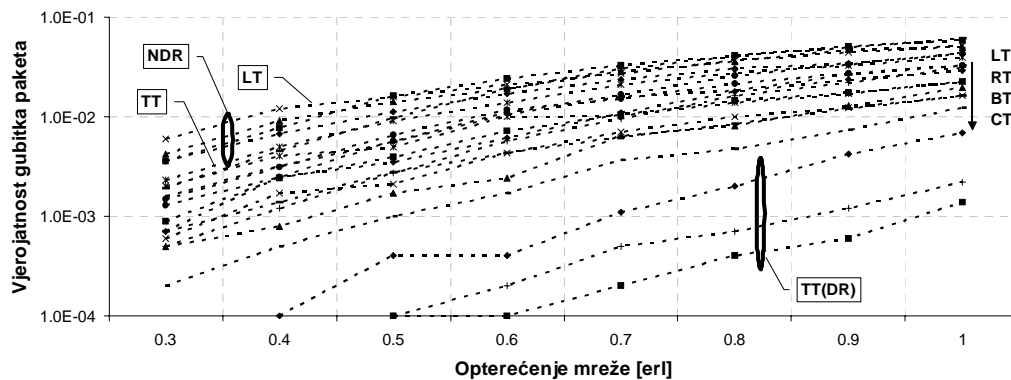
Slika 8.44 Normalizirano najveće kašnjenje u ovisnosti o broju linija za kašnjenje

### Ovisnost o otklonskom usmjeravanju

Ovisnost o otklonskom usmjeravanju analizirana je za dimenzioniranje s 0.1% podrške otklonskim tokovima (slučaj bez dodatnog dimenzioniranja u kojem je otklon omogućen, oznaka 0.001), slučaj s dodatnim dimenzioniranjem s 20% podrške otklonskim tokovima (oznaka 0.2), te slučaj s 40% podrške otklonskim tokovima (oznaka 0.4). Rezultati su uspoređeni sa slučajem bez otklona (oznaka NDR). U svim se slučajevima radi o 4 kanalnom sustavu s 40 Gbit/s kanalom bez pohranjivanja paketa. Slika 8.45 prikazuje srednju vrijednost, a Slika 8.46 najgoru vrijednost gubitka paketa.



Slika 8.45 Srednja vjerojatnost gubitka paketa u ovisnosti o otklonu

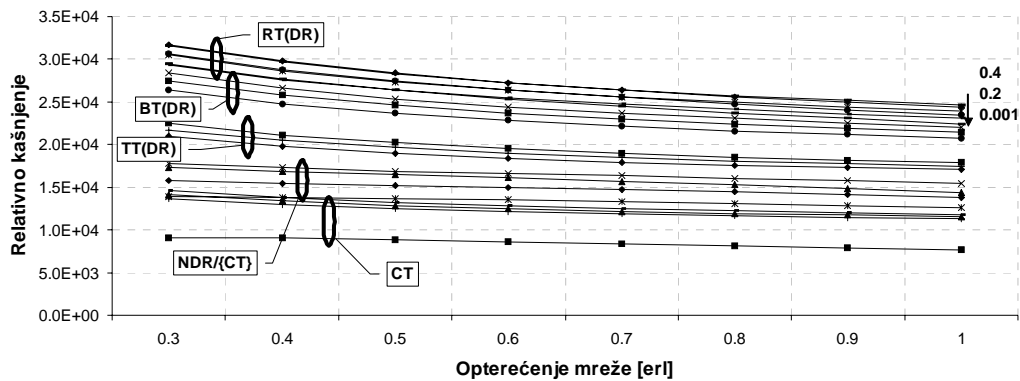


Slika 8.46 Najgora vjerojatnost gubitka paketa u ovisnosti o otklonu

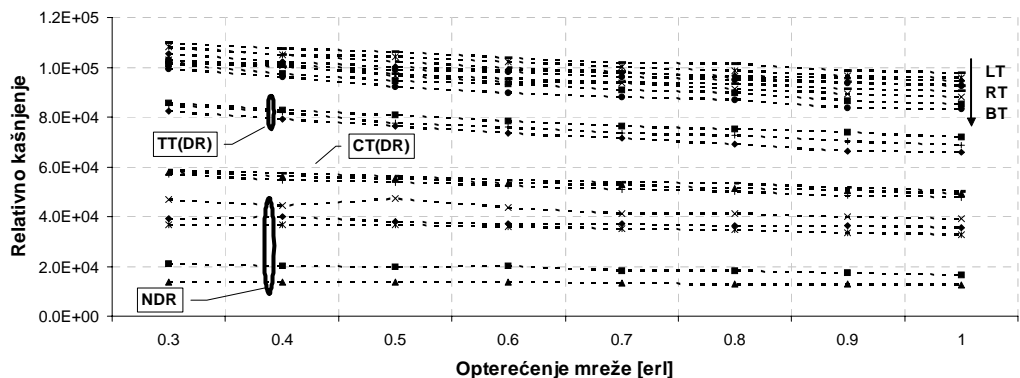
U svim se slučajevima primjenom otklona dobivaju bolji rezultati nego bez otklona. Što je stupanj podrške otklonu veći to su vjerojatnosti manje. U obzir treba uzeti opasku načina dimenzioniranja objašnjenu u 8.2. U 8.2 je dobiveno da pri velikim opterećenjima najmanja dodatna dimenzioniranja daju gore rezultate nego slučaj bez otklona. U ovom se proračunu takvi rezultati ne dobivaju što je posljedica generiranja prometnih zahtjeva prema prometnom modelu i zatim skaliranja tih prometnih zahtjeva. U 8.2 generirani su isti prometni zahtjevi za sve parove čvorova i zatim skalirani što općenito uzrokuje veća srednja opterećenja linkova. U prometnim zahtjevima ali i topologiji leži objašnjenje razlika.

U svim slučajevima *TT* daje najbolje rezultate. *RT* ima najveće srednje vjerojatnosti, dok *LT* ima najveće najgore vjerojatnosti gubitka paketa. Objašnjenja su jednaka kao i za prethodnu analizu utjecaja broja linija za kašnjenje na vjerojatnost gubitka. Zanimljivo je primijetiti veliku razliku u rezultatima između *TT* i ostalih topologija. *TT* naime ima daleko najbolje vjerojatnosti jer je otklon najefikasniji zbog vrlo velike povezanosti mreže. Među ostalim grupama *LT* pokazuje najlošije najgore vjerojatnosti, a slijede ga *RT*, *BT* i *CT*. *RT* i *LT* mijenjaju mjesta u poretku u slučaju srednje vjerojatnosti gubitka paketa.

Normalizirana srednja kašnjenja (Slika 8.47) i najveća kašnjenja (Slika 8.48) pokazuju očekivane trendove i vrijednosti.



Slika 8.47 Normalizirano srednje kašnjenje u ovisnosti o opterećenju mreže



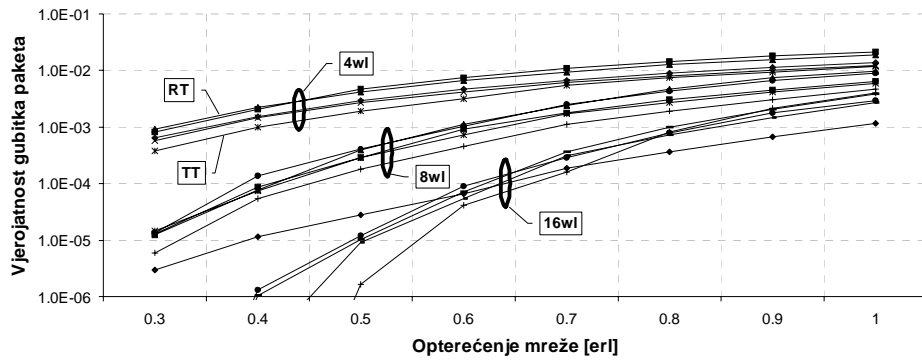
Slika 8.48 Normalizirano najveće kašnjenje u ovisnosti o opterećenju mreže

Slučaj bez otklona ima uvijek manje vrijednosti kašnjenja od slučaja s otklonom. *RT* ima najveće srednje kašnjenje dok *LT* ima najveće najgore kašnjenje. *CT* ima najmanje vrijednosti kašnjenja zbog najmanjeg broja čvorova. Na kašnjenje utječe

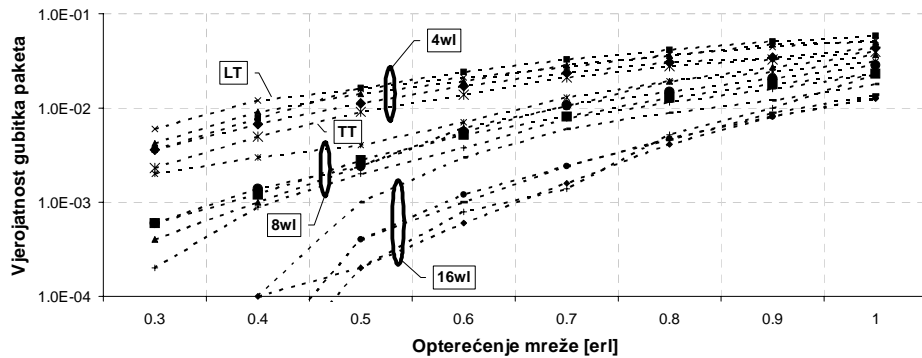
najviše topologija, donosno veličina i povezanost mreže. Manja dodatna dimenzioniranja unose i manja dodatna kašnjenja zbog manje vjerojatnosti uspješnog otklona.

### Ovisnost o broju valnih duljina

Zadnja skupina proračuna je ovisnost o srednje (Slika 8.49) i najgore (Slika 8.50) vjerojatnosti gubitka paketa o broju valnih duljina. Povećanjem broja valnih duljina smanjuje se vjerojatnost gubitka kako je objašnjeno u 8.3. *RT* ponovno ima najveću srednju vjerojatnost gubitka, dok *LT* ima najveću najgoru vjerojatnost gubitka paketa. *TT* u svim slučajevima pokazuje najbolje rezultate,

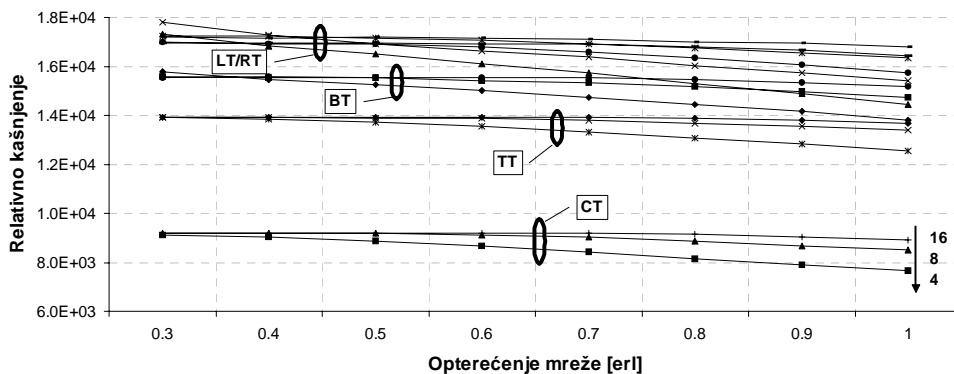


Slika 8.49 Srednja vjerojatnost gubitka paketa u ovisnosti o broju valnih duljina



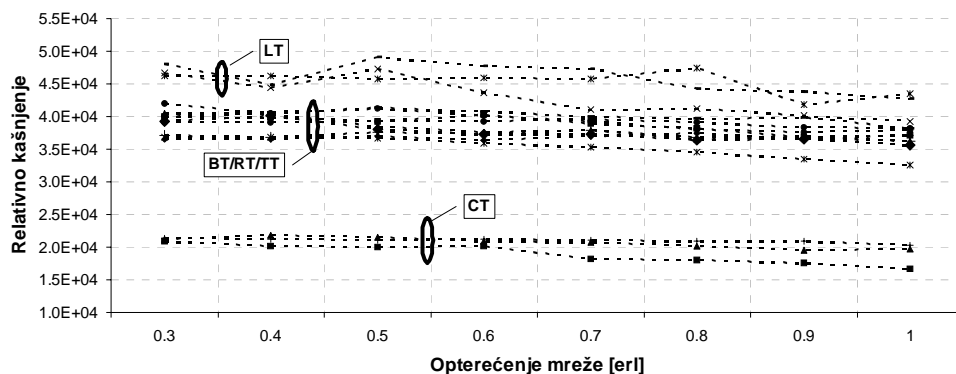
Slika 8.50 Najgora vjerojatnost gubitka paketa u ovisnosti o broju valnih duljina

Slika 8.51 i Slika 8.52 prikazuju normalizirano srednje i najgore kašnjenje respektivno. Obuhvaćeno je 4, 8 i 16 valnih duljina. Svi su slučajevi bez pohranjivanja paketa.



Slika 8.51 Normalizirano srednje kašnjenje u ovisnosti o broju valnih duljina

Uočljiva je diferencijacija po topologijama a ne grupama određenim brojem valnih duljina. *CT* u oba slučaja pokazuje najmanja kašnjenja. Kašnjenje se smanjuje sa smanjenjem broja valnih duljina što je posljedica povećanja vjerojatnosti gubitaka. *LT* i *RT* pokazuju najlošije rezultate za srednje kašnjenje dok *LT* daje najgore rezultate za najveće kašnjenje.



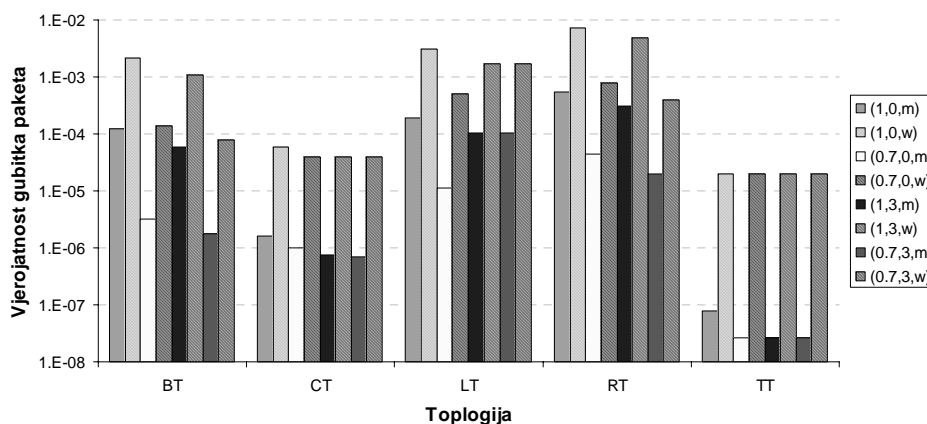
Slika 8.52 Normalizirano najveće kašnjenje u ovisnosti o broju valnih duljina

## 8.5 Realno prometno opterećenje

Druga je skupina proračuna usredotočena na iste topologije ali pod realnim opterećenjem za 2004 godinu. Uključeni su neki referentni slučajevi u kojima je prikazan utjecaj promjene broja linija za kašnjenje u spremniku, dimenzioniranja kod otklonskog usmjeravanja te promjene valnih duljina. U svim je slučajevima korišten kanal kapaciteta 40 Gbit/s, te ulazna agregacija.

### 8.5.1 Kapacitet spremnika

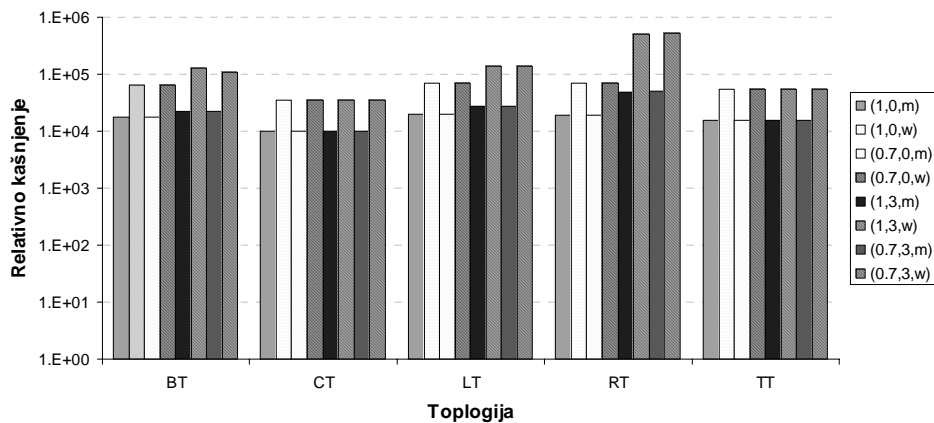
Slika 8.53 prikazuje srednju (oznaka  $m$ ) i najveću (oznaka  $w$ ) vjerojatnost gubitka paketa, dok Slika 8.54 prikazuje normalizirano srednje (oznaka  $m$ ) i najveće (oznaka  $w$ ) kašnjenje. Uključeni su slučajevi bez ograničenja na najveće dopušteno opterećenje linka (oznaka 1), te s 70% najvećim dopuštenim ograničenjem (oznaka 0.7). Analizirani su slučajevi bez pohranjivanja paketa (oznaka 0), te s pohranjivanjem u spremnike s 3 linije za kašnjenje (oznaka 3).



Slika 8.53 Srednja i najveća vjerojatnost gubitka paketa u ovisnosti o broju linija za kašnjenje

*TT* slučaj ima najmanje vjerojatnosti gubitka paketa zbog slabe opterećenosti linkova uslijed velike povezanosti. Prati ga *CT* gdje je mala vjerojatnost uzrokovana veličinom. *LT* i *RT* pokazuju najgore rezultate.

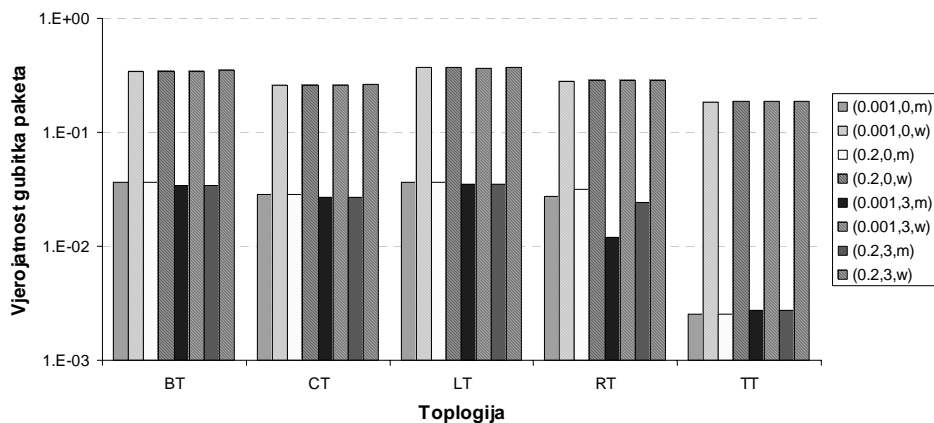
Najveće kašnjenje očekivano dijele *LT* i *RT* slučajevi. Zanimljivo je primijetiti da varijacije kašnjenja između topologija nisu velike jer najveći utjecaj na kašnjenje ima propagacijsko kašnjenje koje je podjednako kod topologija jednakih veličina. To je ujedno i razlog najmanjim vrijednostima u *CT* slučaju.



Slika 8.54 Normalizirano srednje i najveće kašnjenje u ovisnosti o broju linija za kašnjenje

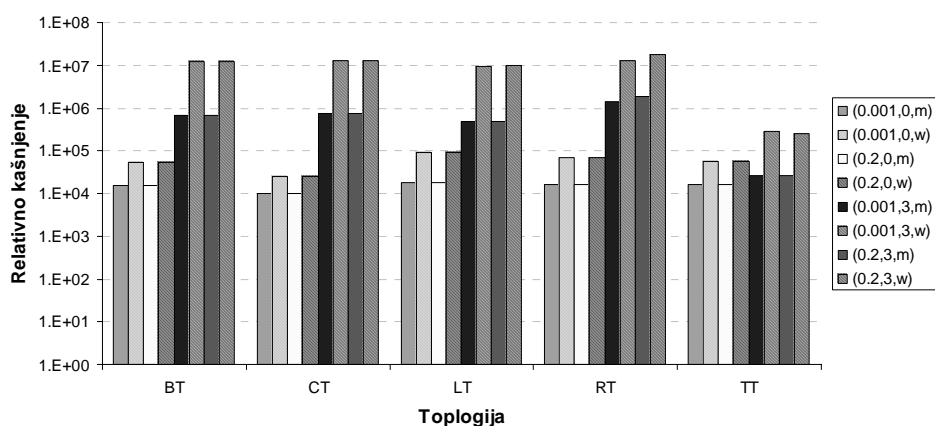
## 8.5.2 Otklonsko usmjeravanje

Analizirane su srednja i najveća vjerojatnost gubitka paketa (Slika 8.55), te srednje i najveće kašnjenje (Slika 8.56).



Slika 8.55 Srednja i najveća vjerojatnost gubitka paketa u ovisnosti o otklonskom usmjeravanju

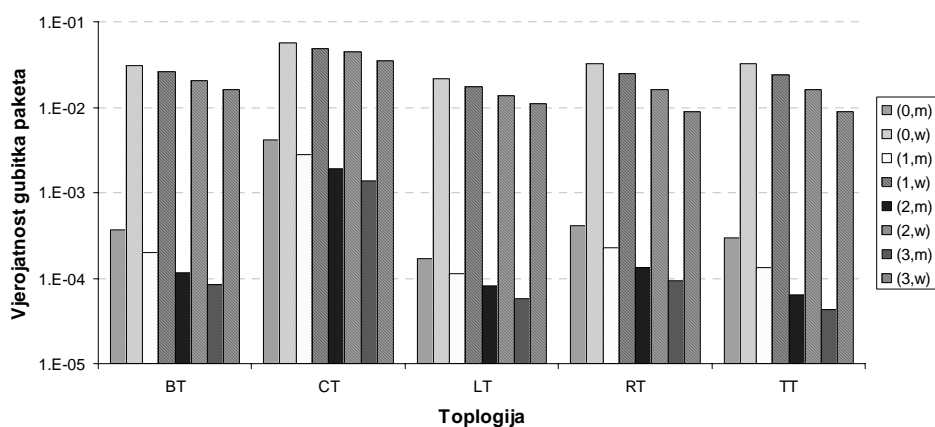
Uključeni su slučajevi s 0.1% (oznaka 0.001), te 20% (oznaka 0.2) dodatnim dimenzioniranjem podrške otklonu. Ovi slučajevi uključuju komunikaciju bez pohrane paketa, te komunikaciju sa spremnikom s 3 linije za kašnjenje. *TT* ponovno pokazuje najmanje vrijednosti vjerojatnosti gubitka paketa i kašnjenja.



Slika 8.56 Normalizirano srednje i najveće kašnjenje u ovisnosti o otklonskom usmjeravanju

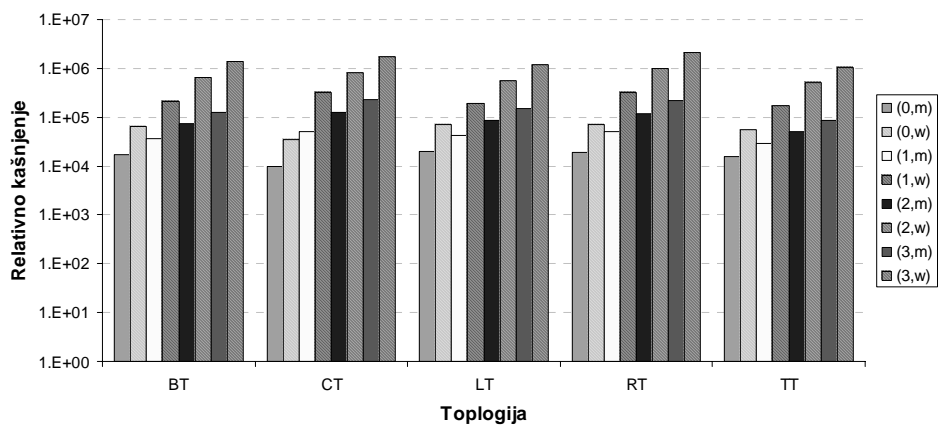
### 8.5.3 Bez promjene valnih duljina

Slika 8.57 i Slika 8.58 analiziraju slučajeve vjerojatnosti gubitka i kašnjenja pri dimenzioniranju bez pretvorbe valnih duljina. Pri dimenzioniranju primijenjeno je sažimanje tokova (6.3.2). Uključeni su slučajevi bez pohranjivanja, te s pohranjivanjem s jednom, dvije i tri linije za kašnjenje. Rezultati su u svim slučajevima podjednaki jer je iskoristivost kanala mala zbog male fleksibilnosti procedure. *CT* slučaj zbog koncentracije prometa u malom broju čvorova ima bolje iskorištenje kanala što se očituje u najvećoj vjerojatnosti gubitka paketa.



Slika 8.57 Srednja i najveća vjerojatnost gubitka paketa u ovisnosti o broju linija za kašnjenje

*LT* slučaj pokazuje najmanje vjerojatnosti gubitka zbog dominantnog utjecaja slabog iskorištenja zbog raspršenja prometa na velikom broju čvorova. S druge strane *TT* slučaj pokazuje najmanja kašnjenja ponovno zbog dobre povezanosti koja smanjuje najkraće komunikacijske putove.

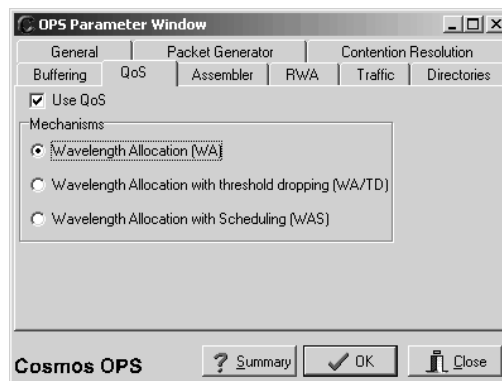


Slika 8.58 Normalizirano srednje i najveće kašnjenje u ovisnosti o broju linija za kašnjenje



## 9 Kvaliteta usluge

U ovom se dijelu razmatraju načini podrške kvaliteti usluge, a koji proizlaze iz same optičke prirode optičke komutacije paketa, a ne algoritma preuzetog iz elektroničke komutacije paketa. U implementiranoj aplikaciji *Cosmos* grafičkog sučelja ugrađena je i podrška diferencijaciji usluga (Slika 9.1).



Slika 9.1 Određivanje mehanizma diferencijacije usluga

### 9.1 Arhitektura čvora s diferencijacijom usluga

U nastavku se detaljnije razmatra prijedlog diferencijacije usluga predložen u DAVID projektu [63]. Slika 3.11 prikazuje strukturu prospojne matrice u DAVID prospojniku. Prospojna matrica prospaja u prostornoj, vremenskoj i frekvencijskoj domeni korištenjem prostornih prospojnika, linija za kašnjenje i pretvornika valnih duljina. Način međusobne povezanosti i korištenja ovih komponenti može odrediti neku kvalitetu usluge, odnosno diferencijaciju klasa paketa.

Arhitektura prospojne matrice može se podijeliti na ulazni dio, spremnik, izlazni dio, te kontrolnu logiku. Ulazni dio, spremnik i izlazni dio povezani su prostornim prospojnikom.

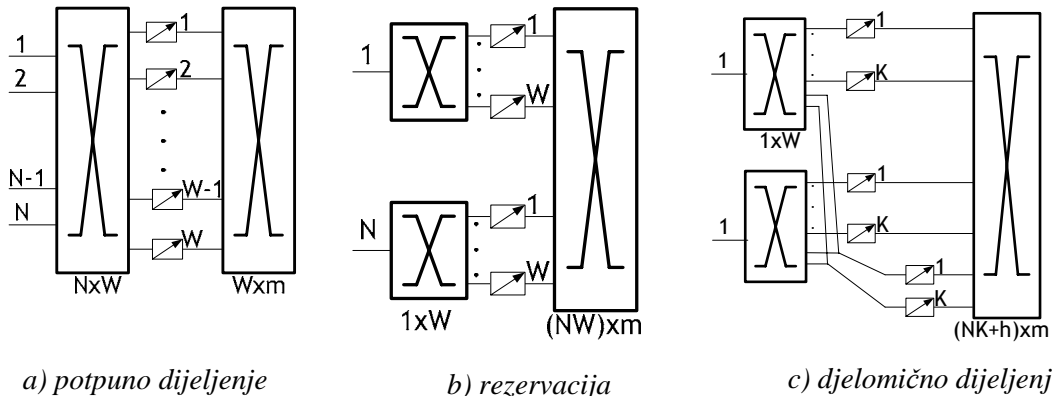
U ulaznom dijelu mijenja se valna duljina ulaznog paketa iz valne duljine korištene u prijenosnom sustavu u valnu duljinu korištenu u prospojniku. To je ujedno i jedino mjesto pretvorbe prije samog prospajanja. Paket kome je pri ulasku dodijeljena valna duljina  $\lambda_i$  napušta prospojnik na toj valnoj duljini.

Pretpostavka je da je za prospajanje dostupno  $W$  valnih duljina (interne valne duljine). U prijenosnom je sustavu pritom raspoloživo  $M \cdot n$  valnih duljina (eksterne valne duljine). Broj internih valnih duljina zbog dijeljenja (statističko multipleksiranje) može biti manji od broja eksternih.

Pretpostavlja se da je na ulazu  $W$  fiksnih pretvornika valnih duljina koji bilo koju ulaznu valnu duljinu pretvaraju na jednu od internih valnih duljina. Pretvornici mogu biti djelomice ili potpuno dijeljeni između ulaza prospojne matrice.  $K$  pretvornika nije dijeljeno. Slika 9.2 prikazuje sva tri slučaja dijeljenja:

- potpuno dijeljenje – svi pretvornici valnih duljina potpuno su dijeljeni između svih ulaza ( $K=0$ , Slika 9.2a),
- rezervacija – postoji skup jednakih pretvornika koji su dostupni svaki samo jednom ulazu ( $K=W$ , Slika 9.2b),

- djelomično dijeljenje – samo su neki pretvornici dijeljeni ( $0 < K < W$ , Slika 9.2c).



Slika 9.2 Varijacije implementacije ulaznog stupnja

Potpuno dijeljenje vodi minimizaciji potrebne opreme, dok rezervacija vodi boljim performansama, ali i većoj cijeni. Djelomičnim dijeljenjem pokušava se postići kompromis između ovih suprotnih zahtjeva.

Opisana diferencijacija usluga temelji se na spremniku. Drugi se algoritmi za diferencijaciju temelje na odbacivanju paketa koje je određenom nekim uvjetom/pragom (*threshold dropping*) [64], te zakazivanju (raspoređivanju) prema prioritetima (*priority scheduling*) [65] koji se temelji na naprednom upravljanju repom u cilju postizanja različite vjerojatnosti odbacivanja paketa za različite tokove paketa. U ovom se pristupu ne implementira neki od ovih algoritama, već se koristi optička priroda prijenosa kao što je predloženo za komutaciju snopova u [66].

Uzrok zagušenju su ograničenja spremnika i ograničen broj valnih duljina. Valne su duljine potencijalno rješenje ovog problema i to u smislu broja pretvornika valnih duljina u ulaznom stupnju prospojnika, te načinu dodjele valnih duljina paketima.

U optičkoj WDM mreži jednostavno je razdvajati različite klase usluge korištenjem valnih duljina, te različitih fizičkih resursa. Paketi koji pripadaju istoj klasi usluge procesiraju se i prosipaju na istim prospojnicima, te dijele iste spremnike i prijenosne elemente. Implementacija diferencijacije usluge mora biti između paketa iste klase usluge ali različitog prioriteta. Predlažu se načini razlikovanja tri razine usluge u smislu vjerojatnosti gubitka paketa.

Opisana tri mehanizma iskorištavaju opisanu arhitekturu s naglaskom na slučaj potpunog dijeljenja ulaznih pretvornika valnih duljina koji se pokazuju kao optimalno rješenje u smislu odnosa složenosti i performansi. Opisane tehnologije pokazuju veliku fleksibilnost korištenja same fizičke arhitekture. Pohranjivanje i rezervacija valnih duljina međusobno se nadopunjuju. Frekvencijska domena unosi dva stupnja fleksibilnosti temeljena na dostupnosti resursa i složenosti algoritma za rezervaciju resursa.

## 9.2 Mehanizmi diferencijacije usluga

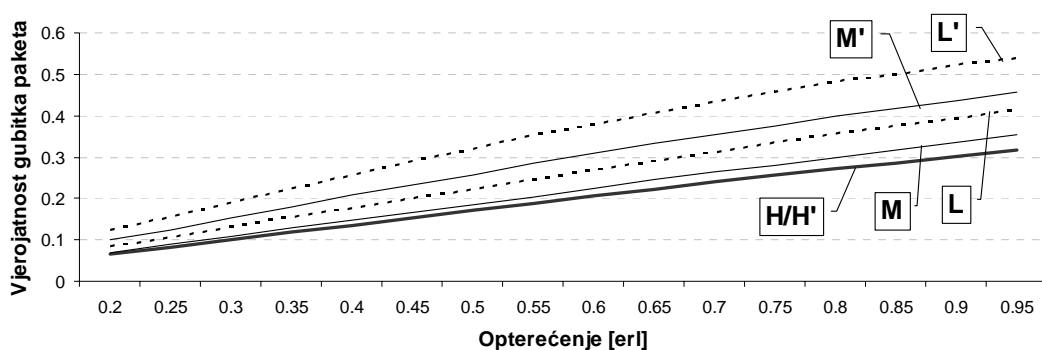
### 9.2.1 Rezervacija valnih duljina (WA)

Rezervacija valnih duljina (WA – *Wavelength Allocation*) zasnovana je na kontroli zagušenja na ulaznim pretvornicima valnih duljina. Različiti broj pretvornika dodijeljen je svakoj od razina usluge. Pretvornici su označeni od 1 do  $W$ , a  $N_L$  pretvornika dostupno je svim razinama usluge i dijeljeno između svih paketa. Pretvornici između  $N_L$  i  $N_M$  rezervirani su za srednji i visoki prioritet i nisu dostupni prometu niskog prioriteta. Pretvornici od  $N_M$  do  $N_H$  rezervirani su samo za najviši prioritet. Vrijedi  $N_L < N_M < N_H = M$ . Neki su pretvornici dijeljeni između cijelog prometa, neki između dva najviša prioriteta, a mali je dio rezerviran za najviši prioritet. Ovo dijeljenje pretvornika komplementarno je dijeljenju između ulaza prosjpnika. Može se primijeniti na slučaj potpunog dijeljenja, rezervacije i djelomičnog dijeljenja.

Kvaliteta usluge kvantificirana je vjerojatnošću gubitka, vremenom kašnjenja paketa uslijed pohranjivanja i propusnošću za sve klase usluga. Svi su proračuni provedeni za tri klase usluga – nisku (*low*, oznaka  $L$ ), srednju (*medium*, oznaka  $M$ ), te visoku (*high*, oznaka  $H$ ). Slika 9.3 - Slika 9.5 prikazuju sve tri ocjene kvalitete u ovisnosti o opterećenju. Vrijeme kašnjenja normalizirano je prema osnovnoj duljini linije za kašnjenje. Proračun je proveden za sustav s 32 valne duljine, 4 linije za kašnjenje te RAN shemom dodjele valnih duljina. Provedena su dva mjerenja tako da su u prvom pragovi  $N_L$  i  $N_M$  iznosili 40 odnosno 80 % ukupnog broja valnih duljina, a u drugom mjerenju pragovima su dodijeljene vrijednosti 20 te 40 % (oznake  $L'$ ,  $M'$  te  $H'$ ).

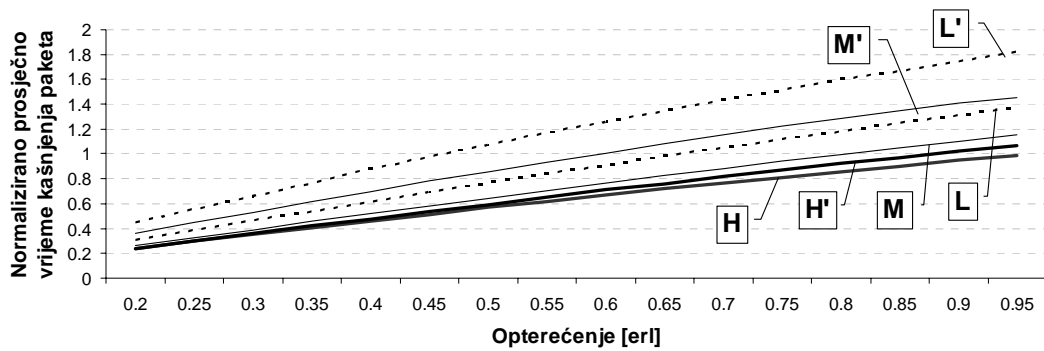
Prilikom proračuna korišten je mehanizam odabira valnih duljina koji odabire bilo koju liniju za kašnjenje koja je slobodna na odabranoj valnoj duljini a dovoljno je dugačka da unese minimalno potrebno kašnjenje (Slika 8.31).

Iz dobivenih je rezultata vidljivo da je postignuta dobra diferencijacija između sve tri klase usluge. Posebice je izražena diferencijacija između srednjeg i niskog prioriteta koja se povećava s mijenjanjem sheme na 40/80 % (Slika 9.9). Razlika u vjerojatnosti gubitka paketa najvišeg prioriteta promjenom sheme s 20/40 % na 40/80 % je neznatna što je posljedica RAN sheme odabira valnih duljina koja ne iskorištava efikasno prostor valnih duljina.



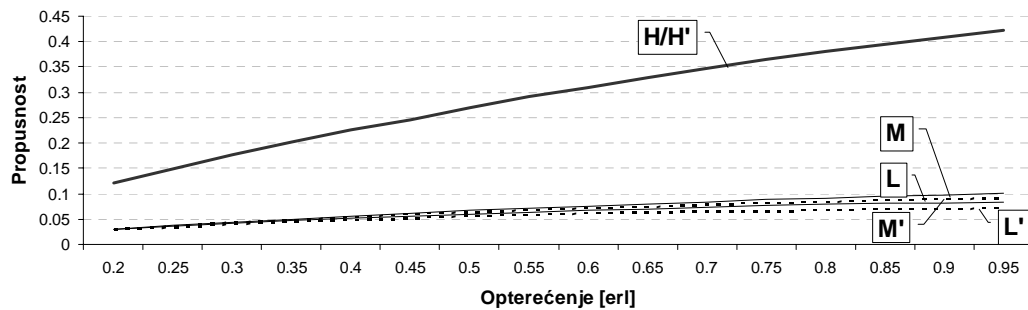
Slika 9.3 Vjerojatnost gubitka paketa u ovisnosti o opterećenju

Normalizirano vrijeme kašnjenja pokazuje sličnu tendenciju kao i vjerojatnost gubitka. Minimalno je vrijeme kašnjenja postignuto za najviši prioritet (Slika 9.4).



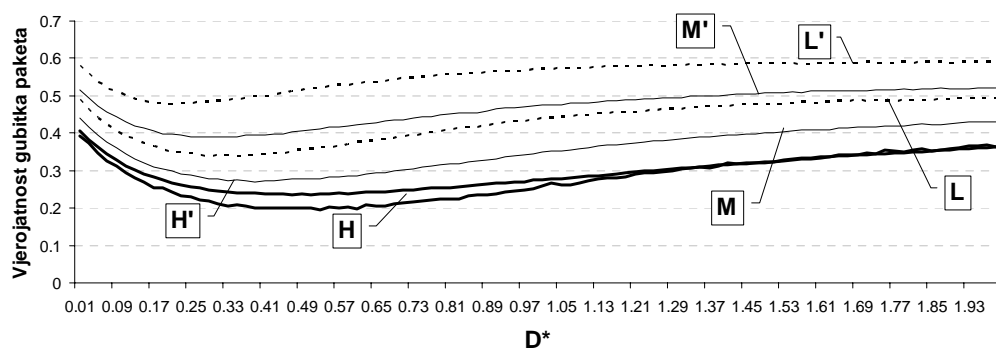
Slika 9.4 Normalizirano vrijeme kašnjenja u ovisnosti o opterećenju

Propusnosti niskog i srednjeg prioriteta su vrlo slične dok je za visoki prioritet osigurana dobra diferencijacija zahvaljujući niskoj vjerojatnosti gubitka paketa (Slika 9.5).

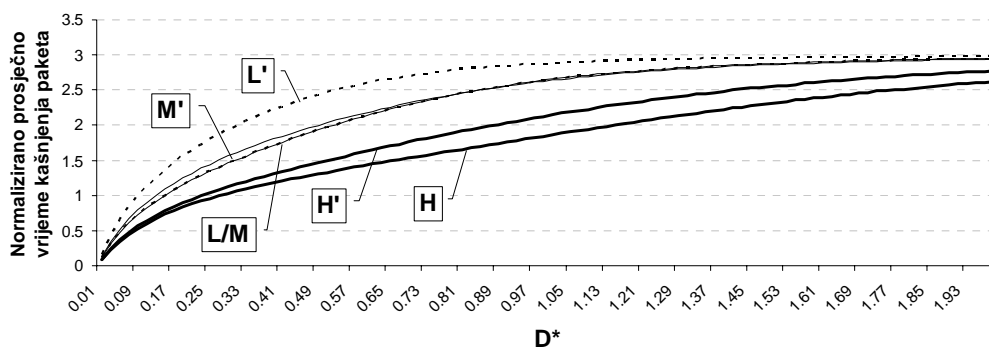


Slika 9.5 Propusnost u ovisnosti o opterećenju

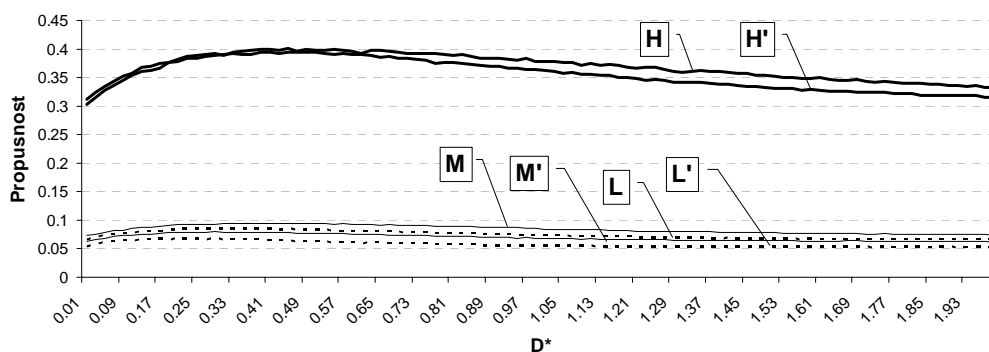
U drugom skupu mjerenja mijenjana je vrijednost osnovne duljine linije za kašnjenje  $D$ . Prikazan je parametar  $D^*$  koji predstavlja normaliziranu vrijednosti  $D$  prema srednjoj duljini IP datagrama (520 okteta). Opterećenje sustava iznosilo je 0.8 erl. Slika 9.6 prikazuje vjerojatnost gubitka u ovisnosti o osnovnoj duljini  $D$  linije za kašnjenje.



Slika 9.6 Vjerojatnost gubitka paketa u ovisnosti o osnovnoj duljini linije za kašnjenje



Slika 9.7 Normalizirano vrijeme kašnjenja u ovisnosti o osnovnoj duljini linije za kašnjenje



Slika 9.8 Propusnost u ovisnosti o osnovnoj duljini linije za kašnjenje

Vidljivo je da sve krivulje imaju minimum za neku vrijednost  $D$ . Smanjenjem prioriteta i opterećenja taj se minimum pomiče prema nižim vrijednostima  $D$ . To znači da je za minimizaciju vjerojatnosti gubitka potrebno mijenjati osnovnu duljinu spremnika u ovisnosti o broju valnih duljina i opterećenju. Kako takav zahtjev nije izvediv u praksi osnovnu duljinu linije za kašnjenje treba postaviti na vrijednost koja daje minimalnu vjerojatnost gubitka za broj valnih duljina za koju se projektira sustav i opterećenje pod kojim će se sustav najčešće nalaziti. Kod samosličnog prometa takav je zahtjev vrlo teško izvediv zbog općenite nepredvidljivosti.

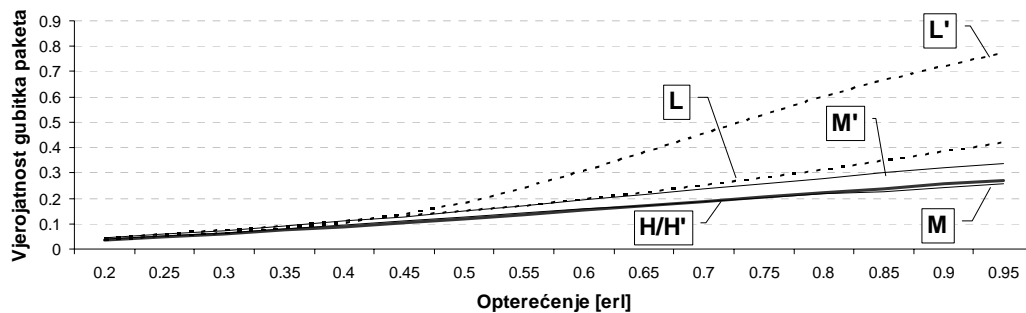
## 9.2.2 Kombinacija rezervacije i odbacivanja u odnosu na prag (WA/TD)

Kombinacija rezervacije i odbacivanja u odnosu na prag (WA/TD – *Combined Wavelength Allocation and Threshold Dropping*) temelji se na dvostupanjskoj diferencijaciji dobivenoj rezervacijom pretvornika valnih duljina kao u prethodnom slučaju. Pretvornici 1 do  $NM < W$  dostupni su svim paketima, dok su pretvornici  $NM$  do  $NH = W$  rezervirani za promet najvišeg prioriteta. Na ovaj se način samo dvije razine diferencijacije mogu postići korištenjem pretvornika. Daljnja diferencijacija između dvije niže razine prioriteta postiže se odbacivanjem u spremnicima. Uvodi se pojam praga koji određuje stupanj zauzetosti spremnika iznad koje se odbacuju paketi najnižeg prioriteta. Ostali se paketi pohranjuju dok ima mjesta. U ovom se rješenju diferencijacija za dva najviša prioriteta postiže u frekvencijskoj domeni, a za dva najniža prioriteta u vremenskoj domeni.

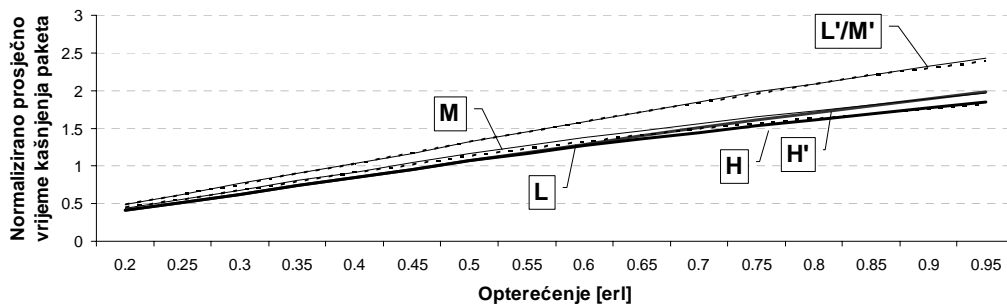
Slika 9.9 - Slika 9.11 prikazuju vjerojatnosti gubitka paketa, normalizirano vrijeme i propusnost u ovisnosti o opterećenju. Provedena su dva proračuna s različitim

vrijednostima ograničenja  $N_M$  i praga spremnika. U prvom slučaju postavljene su vrijednosti  $N_M = 60\%$  broja valnih duljina, i s pragom spremnika postavljenim na  $80\%$  duljine spremnika (oznake  $L$ ,  $M$  i  $H$ ). U drugom je slučaju vrijedilo  $N_M = 80\%$  broja valnih duljina i prag jednak  $60\%$  duljine spremnika (oznake  $L'$ ,  $M'$  i  $H'$ ). Sustav je imao 32 valne duljine i spremnicima sa 7 linija za kašnjenje i RAN shemom.

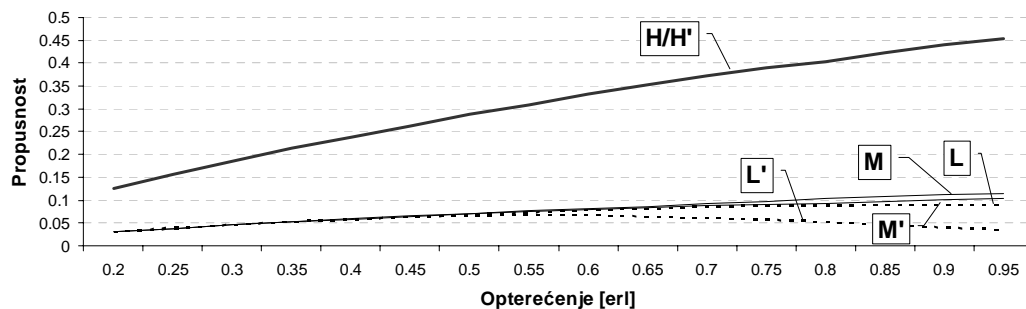
Vidljivo je da promjena parametara ima snažan utjecaj na vjerojatnost gubitka paketa niskog prioriteta, odnosno smanjenje njegove propusnosti. Povećanje skupa valnih duljina s  $60$  na  $80\%$  ukupnog broja valnih duljina smanjuje vjerojatnost gubitka paketa srednjeg prioriteta. Vjerojatnost gubitka paketa se za visoki prioritet slabo mijenja promjenom parametara.



Slika 9.9 Vjerojatnost gubitka paketa u ovisnosti o opterećenju



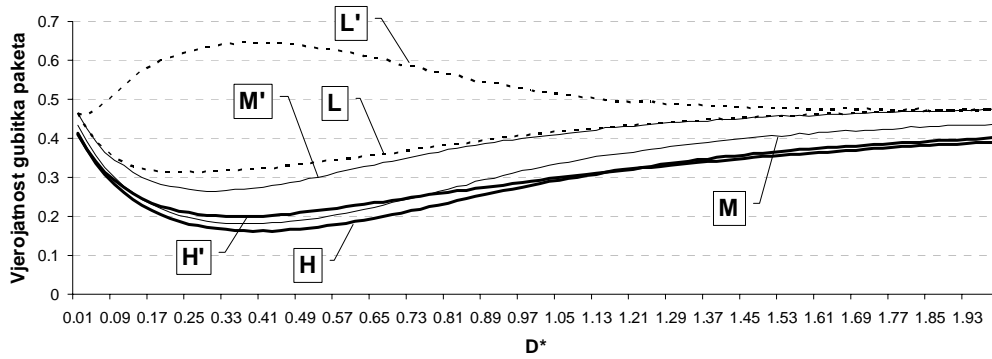
Slika 9.10 Normalizirano vrijeme kašnjenja u ovisnosti o opterećenju



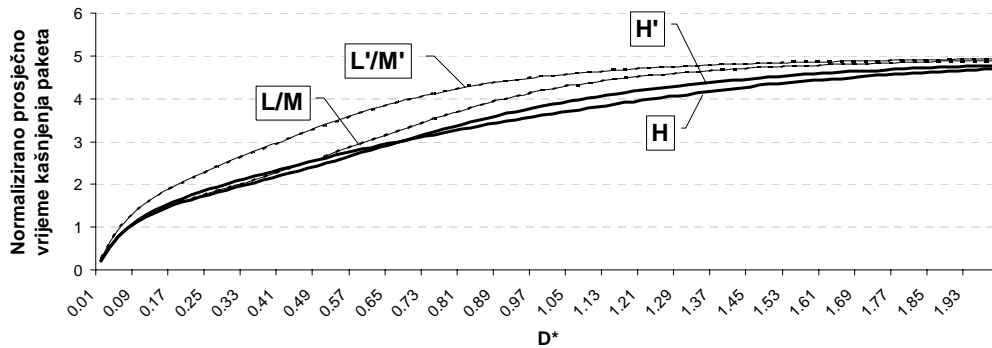
Slika 9.11 Propusnost u ovisnosti o opterećenju

U drugom skupu mjerenja mijenjana je vrijednost osnovne duljine linije za kašnjenje  $D$ . Opterećenje sustava iznosilo je  $0.8$  erl. Ponovno je vidljiv minimum vjerojatnosti gubitka paketa za neku vrijednost osnovne duljine linije za kašnjenje osim za slučaj paketa niskog prioriteta pri  $60\%$  pragu spremnika. To je posljedica porasta

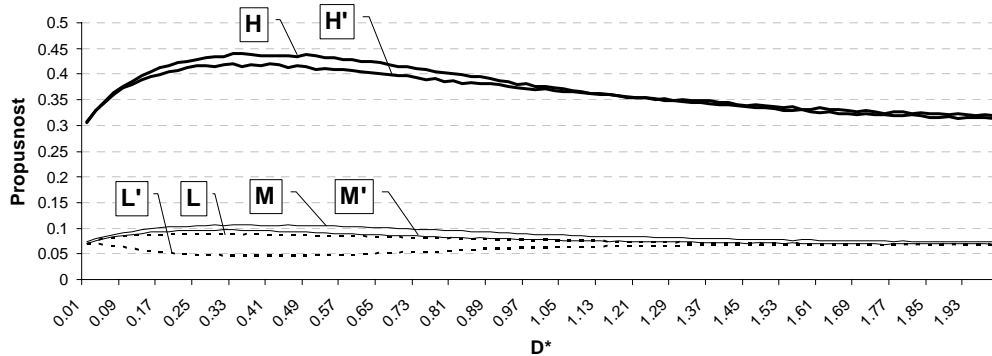
popunjenosti spremnika u području gdje se vjerojatnosti gubitaka ostalih prioriteta smanjuju.



Slika 9.12 Vjerojatnost gubitka paketa u ovisnosti o osnovnoj duljini linije za kašnjenje



Slika 9.13 Normalizirano vrijeme kašnjenja u ovisnosti o osnovnoj duljini linije za kašnjenje



Slika 9.14 Propusnost u ovisnosti o osnovnoj duljini linije za kašnjenje

### 9.2.3 Rezervacija valnih duljina sa zakazivanjem (WAS)

Rezervacija se valnih duljina sa zakazivanjem (WAS – *Wavelength Allocation with Scheduling*) usredotočuje na problem rezervacije valnih duljina i predstavlja proširenje WA tehnike promjenom algoritma za odabir valnih duljina. Iterativno ponavljanje algoritma za odabir valnih duljina presloženo je da bi se provodilo za sve pakete, no može se provesti za dio paketa (npr. paketi najvišeg prioriteta). Različiti broj pretvornika valnih duljina dodijeljen je svakoj razini usluge kao i u WA, te se koristi iterativno traženje valnih duljina za promet najvišeg prioriteta. Ukoliko se ne pronade valna duljina za paket najvišeg prioriteta u vremenu pohranjivanja to se vrijeme produžuje i algoritam se ponavlja. Nakon trećeg ponavljanja paket se

odbacuje. Ovaj se algoritam primjenjuje i na pakete srednjeg prioriteta, ali sa dvije iteracije.

Ovaj algoritam nije u skladu s implementiranim osnovnim mehanizmom pretraživanja spremnika i utvrđivanja slobodnih valnih duljina. Nakon što je utvrđena valna duljina spremnik se slobodno pretražuje preko cijelog skupa linija za kašnjenje koje unose dovoljno kašnjenje. Time je zapravo ostvarena veća efikasnost pretraživanja a upravo takvu efikasnost povećanja skupa linija za kašnjenje podrazumijeva WAS pristup.



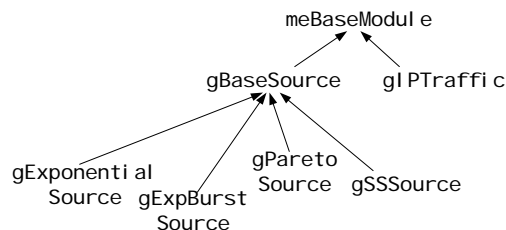
# 10 Prometni izvori i modeli

Prometni izvori modelirani su za četiri vrste prometa:

- Poissonov promet,
- usnopljeni promet s eksponencijalno raspodijeljenim duljinama snopova i razmaka među snopovima,
- samosličan promet ostvaren agregacijom, i
- samosličan promet ostvaren fraktalnim Gaussovima šumom.

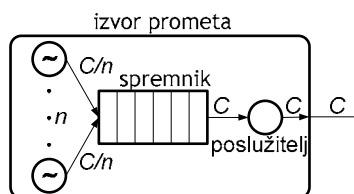
U sva četiri slučaja duljina podataka u paketima bila je eksponencijalno raspodijeljena sa srednjom vrijednošću od 500 okteta i duljinom zaglavlja od 20 okteta što odgovara tipičnim vrijednostima IP datagrama IPv4. Ovi prometni izvori će se upotrijebiti i u daljnjim simulacijama IP preko WDM mreže.

Generatori prometa modelirani su korištenjem baznog modula *message exchange* (ME) domene (*meBaseModule*) na kojoj se temelji mehanizam izmjene poruka koji se koristi u simulaciji. Iz te bazne klase izvedena je bazna klasa generatora prometa (*gBaseSource*). Jedan ili više generatora prometa se nalazi unutar izvora prometa (*gIPTraffic*) koji je također izveden iz baznog modula ME domene. Iz bazne klase prometnih generatora naslijeđene su klase koje implementiraju pojedine prometne generatore (Slika 10.1).



Slika 10.1 Taksonomija izvora i generatora prometa

Izvor prometa (Slika 10.2) sastoji se od jednog ili više generatora prometa, spremnika, i poslužitelja.



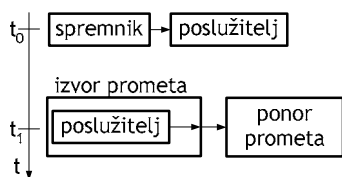
Slika 10.2 Građa izvora prometa s kapacitetima pojedinačnih generatora

Parametri izvora prometa uključuju opterećenje izlaznog linka, tip izvora, broj pojedinačnih generatora, srednja duljina podataka u paketu, duljina zaglavlja paketa, i broj paketa koje treba generirati.

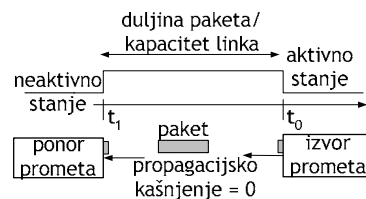
Zadaje se ukupno izlazno opterećenje generatora na temelju kojeg se računa pojedinačno opterećenje svakog generatora dijeljenjem ukupnog opterećenja s brojem izvora (Slika 10.2).

Broj generatora prometa ovisi o simuliranom izvoru. Kod samosličnog prometa ostvarenog agregacijom radi se o više Pareto generatora, dok je u ostalim slučajevima u principu riječ o jednom generatoru (iako nema ograničenja na taj broj).

Spremnik služi za ostvarivanje agregacije po FIFO principu. Paketi se na poslužitelj šalju u redosljedu u kojem su došli tako da intenzitet izlaznog prometa iz spremnika odgovara intenzitetu izlaznog prometa iz izvora.



Slika 10.3 Vremenski okvir izmjene komunikacije porukama



Slika 10.4 Simulacija propagacije paketa linkom

Poslužitelj u ovom slučaju ima ulogu nadoknađivanja propagacijskog kašnjenja. Komunikacija između modula u ME domeni odvija se izmjenom poruka između modula vezanih logičkim vezama. Kako logičke veze ne modeliraju nikakva fizikalna obilježja stvarnih komunikacijskih linkova (vrijeme propagacije, BER), izmjena poruka je trenutna. Rješenje je u postavljanju novog modula između dva komunicirajuća koji umjetno unosi kašnjenje. Da bi se izbjeglo korištenje takvog modula dodan je poslužitelj u izvor prometa čiji je kapacitet jednak kapacitetu izlaza izvora prometa.

Ukoliko se u trenutku  $t_0$  izlazi paket iz spremnika, on će iz izvora prometa izaći u trenutku  $t_1$  pri čemu vrijedi  $t_1 = t_0 + \text{duljina paketa/kapacitet procesora}$  (Slika 10.3). S obzirom je kapacitet procesora jednak kapacitetu izlaznog linka trenutak primanja paketa u ponor prometa  $t_1$  odgovara dolasku stražnjeg brida signala koji bi bio odaslana na link iz izlaza izvorišta linijske brzine (kapacitet porta linijske kartice). Na taj način je mjerenje trenutka dolaska paketa u ponor prometa izjednačeno s trenutkom u kojem je završeno primanje cijelog paketa.

Parametri koji se odnose na pakete su ukupan paketa koje treba generirati, srednja duljina podataka iz koje se eksponencijalnom razdiobom generiraju pojedinačne duljine paketa, te duljina zaglavlja paketa (20 okteta kod IP datagrama).

## 10.1 Poissonov promet

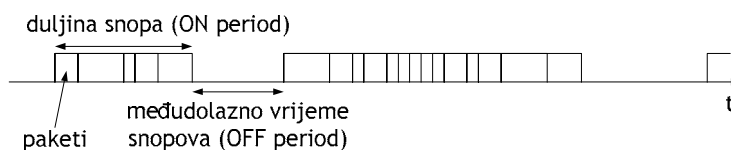
Kod ovog generatora se međudolazna vremena paketa generiraju po eksponencijalnoj razdiobi, a srednje međudolazno vrijeme izračunato je iz izraza

$$t = \left( \frac{1}{L} - 1 \right) \cdot \frac{\text{srednja duljina paketa} + \text{duljina zaglavlja}}{\text{kapacitet generatora}} \quad (10.1)$$

pri čemu je  $L$  opterećenje pojedinog generatora.

## 10.2 Usnopljeni promet

Ovaj generator generira usnopljeni promet u kojem se duljina snopova i međudolazno vrijeme snopova generiraju prema eksponencijalnoj razdiobi. Međudolazno je vrijeme paketa unutar snopa 0 (Slika 10.5).



Slika 10.5 Izlazni promet generatora usnopljenog prometa

Duljina snopova (ON period) i međudolazno vrijeme snopova (OFF period) računaju se kao ukupan broj okteta duljina paketa koje treba generirati. OFF period se naime može promatrati kao ON period u kojem se ne generiraju paketi. Omjeri duljina ON i OFF perioda računaju se prema izrazu

$$\frac{\text{srednja duljina ON perioda}}{\text{srednja duljina OFF perioda}} = \frac{1}{L} - 1. \quad (10.2)$$

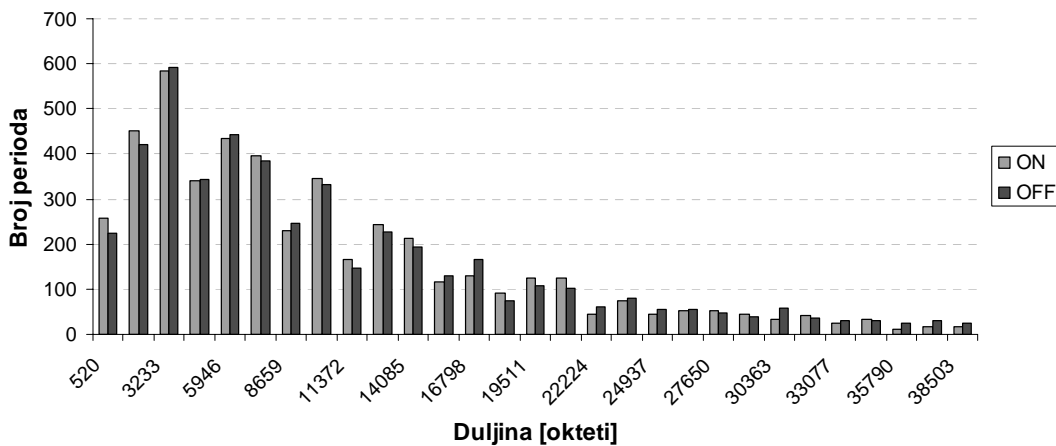
Srednja duljina ON perioda ovisi o srednjoj dulji ON perioda Pareto generatora koja se računa prema izrazu

$$\text{srednja duljina ON perioda} = \frac{\alpha_{ON}}{\alpha_{ON} - 1} \frac{1 - S^{\alpha_{ON}}}{1 - S}, \quad (10.3)$$

pri čemu je  $\alpha$  ON parametar oblika razdiobe koja generira duljinu ON perioda, a  $S$  najmanja vrijednost koju može generirati Pareto razdioba. Za bolje poklapanje s zadanim opterećenjem izlaznog linka poželjno je da srednja duljina ON perioda bude relativno velika (10-20 srednjih duljina podataka paketa) tako da se ova vrijednost može pomnožiti nekim faktorom.

Kako su duljine paketa eksponencijalno raspodijeljene, za očekivati je da unutar jednog snopa mora doći do prilagodbe duljine zadnjeg paketa duljini snopa. Ta iznimka nastupa nakon što je razdiobom generirana duljina paketa koja se više ne može poslati jer je preostala "neposlana" veličina snopa premala. Tada se duljina paketa postavlja na preostalu veličinu snopa.

Slika 10.6 prikazuje histograme ON i OFF perioda na izlasku iz generatora usnopljenog prometa. Kako u ovom slučaju nije primijenjena agregacija ovi histogrami ujedno prikazuju obilježja izlaznog prometa.



Slika 10.6 Histograme duljine trajanja ON i OFF perioda izvora

## 10.3 Samoslični promet

### 10.3.1 Definicija samosličnog procesa

Neka je  $X = (X_t : t = 0, 1, 2, \dots)$  stohastički proces stacionaran u širem smislu (*covariance stationary*), tj. proces s konstantnom srednjom vrijednošću

$$\mu = E[X_t], \quad (10.4)$$

konačnom varijancom

$$\sigma^2 = E[(X_t - \mu)^2], \quad (10.5)$$

i autokorelacijskom funkcijom

$$\frac{E[(X_t - \mu)(X_{t+k} - \mu)]}{E[(X_t - \mu)^2]}, \quad (k = 0, 1, 2, \dots) \quad (10.6)$$

koja ovisi samo o  $k$ .

U specijalnom slučaju pretpostavljamo da  $X$  ima autokorelacijsku funkciju oblika

$$r(k) \sim k^{-\beta} L_1(k), \text{ kada } k \rightarrow \infty \quad (10.7)$$

gdje je  $0 < \beta < 1$  a  $L_1$  slabo varira prema beskonačnosti, tj.

$$\lim_{t \rightarrow \infty} \frac{L_1(tx)}{L_1(t)} = 1, \text{ za sve } x > 0 \quad (10.8)$$

Neka za svaki  $m = 1, 2, 3, \dots$

$$X_k^{(m)} = 1/m(X_{km-m+1} + \dots + X_{km}), \quad k = 1, 2, 3, \dots \quad (10.9)$$

označava novi vremenski niz dobiven kao srednja vrijednost početnog niza  $X$  preko nepreklapajućih blokova veličine  $m$ , tj. za svaki  $m = 1, 2, 3, \dots$ , niz  $X^{(m)}$  određen je kao

$$X_k^{(m)} = \frac{1}{m}(X_{km-m+1} + \dots + X_{km}), \quad k = 1, 2, 3, \dots \quad (10.10)$$

Za svaki  $m$ , agregirani niz vremena  $X^{(m)}$  definira proces stacionaran u širem smislu. Neka  $r^{(m)}$  označava odgovarajuću autokorelacijsku funkciju.

Proces  $X$  je samosličan (točno drugog reda) sa faktorom samosličnosti  $H = 1 - \beta/2$  ako odgovarajući agregirani proces  $X^{(m)}$  ima istu strukturu koreliranosti kao i  $X$ , tj.

$$r^{(m)}(k) = r(k), \text{ za sve } m = 1, 2, 3, \dots \quad (k = 1, 2, 3, \dots) \quad (10.11)$$

$X$  je točno samosličan ako je agregirani proces  $X^{(m)}$  nerazlučiv od  $X$  barem s obzirom na svojstva drugog reda.

$X$  je samosličan (asimptotski drugog reda) s faktorom samosličnosti  $H = 1 - \beta/2$  ako vrijedi

$$r^{(m)}(1) \rightarrow 2^{1-\beta}, \text{ kada } m \rightarrow \infty, \quad (10.12)$$

$$r^{(m)}(k) \rightarrow \frac{1}{2} \delta^2(k^{2-\beta}), \text{ kada } m \rightarrow \infty \quad (k = 2, 3, \dots) \quad (10.13)$$

gdje  $\delta^2(f)$  označava operator druge centralne diferencije primijenjen na funkciju  $f$ , tj.  $\delta^2(f(k)) = f(k+1) - 2f(k) + f(k-1)$ . Asimptotski samosličan proces ima svojstvo da za veliki  $m$  odgovarajući agregirani vremenski niz  $X^{(m)}$  ima određenu korelacijsku strukturu određenu samo faktorom  $\beta$ . Zbog asimptotske jednakosti deriviranja i diferenciranja,  $r^{(m)}$  asimptotski odgovara korelacijskoj strukturi  $X$  danoj s (10.11).

Najzanimljivije svojstvo (točno asimptotskog) samosličnog procesa je činjenica da agregirani proces  $X^{(m)}$  posjeduje nedegenerirajuću korelacijsku strukturu kako  $m \rightarrow \infty$ . Ovo svojstvo je u suprotnosti s tradicionalnim stohastičkim modelima koji svi imaju svojstvo da njihovi agregirani procesi teže bijelom šumu drugog reda, tj.

$$r^{(m)}(k) \rightarrow 0, \text{ kada } m \rightarrow \infty \quad (k = 2, 3, \dots) \quad (10.14)$$

Samosličnost je definirana preko matematičke definicije samosličnog vremenski kontinuiranog stohastičkog procesa  $X = (X_t; t \geq 0)$  sa stacionarnim prirastima

$$X_{at} = a^H X_t, \text{ za sve } a > 0 \quad (10.15)$$

gdje je jednakost u smislu jednakosti konačno dimenzionalnih razdioba, a eksponent  $H$  je parametar samosličnosti (Hurstov parametar).

Definicije (10.13) i (10.14) su u prednosti jer uzimaju u obzir vezu s teorijom vremenskih nizova i odražavaju činjenicu da su uglavnom velike vrijednosti  $m$  od interesa (velika vremenska razdoblja), a manje odstupanja od samosličnosti koja nastaju za  $m \rightarrow 0$ .

### 10.3.2 Obilježja samosličnih procesa

#### **Ovisnost preko dugog perioda i Hurstov efekt**

Za stohastički proces koji zadovoljava izraz (10.7) govori se da pokazuje ovisnost preko dugog perioda (*long-range dependence*), odnosno procesi koji pokazuju ovisnost preko dugog perioda imaju autokorelacijsku funkciju koja hiperbolno opada. Jednostavno je pokazati da (10.7) implicira  $\sum_k r(k) = \infty$ .

Ova nebrojivost korelacija pokazuje da je bez obzira na malu pojedinačnu vrijednost korelacija, njihov kumulativni efekt nezanemariv i daje doprinos obilježjima koja su bitno različita od onih u konvencionalnim procesima s ovisnošću preko kratkog perioda. Ti procesi imaju eksponencijalno opadajuću autokorelaciju, tj.

$$r(k) \sim \rho^k, \text{ kada } k \rightarrow \infty \text{ (} 0 < \rho < 1 \text{)} \quad (10.16)$$

što rezultira u zbrojivoj autokorelacijskoj funkciji

$$0 < \sum_k r(k) < \infty. \quad (10.17)$$

U frekvencijskoj domeni ovisnost preko dugog perioda manifestira se u spektralnoj gustoći koja se ponaša prema zakonu snage u blizini ishodišta. Ekvivalentno prema (10.7) ovisnost procesa  $X$  preko dugog perioda postoji ako je

$$f(\lambda) \sim \lambda^{-\gamma} L_2(\lambda), \text{ kada } \lambda \rightarrow 0 \quad (10.18)$$

gdje je  $0 < \gamma < 1$ ,  $L_2$  sporo varira oko 0, a  $f(\lambda) = \sum_k r(k) e^{ik\lambda}$  označava funkciju spektralne gustoće.

S aspekta spektralne analize, ovisnost preko dugog perioda implicira

$$f(0) = \sum_k r(k) = \infty \quad (10.19)$$

tj. zahtijeva spektralnu gustoću koja teži  $k \rightarrow \infty$  kako se frekvencija  $\lambda$  približava 0 ( $1/f$  šum). Ovisnost preko kratkog perioda obilježena je funkcijom spektralne gustoće  $f(\lambda)$  koja je pozitivna i konačna za  $\lambda = 0$ .

Procesi Gaussovog šuma (s  $1/2 < H < 1$ ) pokazuju ovisnost preko dugog perioda. Parametri  $H$  i  $d$  mjere stupanj ovisnosti preko dugog perioda i mogu biti procijenjeni preko empirijskih podataka. Heuristički se ovisnost preko dugog perioda manifestira u prisutnosti ciklusa svih frekvencija i redova veličina te pokazateljima nestacionarnosti.

Povijesna važnost samosličnog procesa leži u elegantnom objašnjenju i interpretaciji empirijskog zakona koji se često naziva Hurstovim zakonom ili efektom. Za zadani

skup promatranja  $(X_k: k = 1, 2, \dots, n)$  sa srednjom vrijednošću  $X(n)$  i varijancom  $S^2(n)$ , R/S statistika (*rescaled adjusted range*) dana je kao

$$\frac{R(n)}{S(n)} = \frac{1}{S(n)} \left[ \max(0, W_1, W_2, \dots, W_n) - \min(0, W_1, W_2, \dots, W_n) \right], \quad (10.20)$$

s  $W_k = (X_1 + X_2 + \dots + X_k) - kX(n)$ ,  $k = 1, 2, \dots, n$ .

Hurst (1951, 1955) je utvrdio da se mnogi prirodni vremenski nizovi mogu prikazati izrazom

$$E [R(n)/S(n)] \sim cn^H, \text{ kada } n \rightarrow \infty, \quad (10.21)$$

s Hurstovim parametrom  $H$  tipično oko 0.73, i pozitivnom konstantom  $c$  koja ne ovisi o  $n$ . Ukoliko promatranja  $X_k$  dolaze iz modela s ovisnošću preko kratkog perioda, Mandelbrot i Van Ness (1968) pokazali su da

$$E [R(n)/S(n)] \sim dn^{0.5}, \text{ kada } n \rightarrow \infty, \quad (10.22)$$

gdje je  $d$  konačna pozitivna konstanta, neovisna o  $n$ . Diskrepancija između gornjih izraza često se naziva Hurstov efekt ili fenomen.

### **Slabo opadajuća varijanca**

Sa strane statistike najzanimljivije svojstvo samosličnog procesa je činjenica da se aritmetička srednja vrijednost smanjuje sporije od recipročne vrijednosti veličine uzorka, tj. ponaša se kao  $n - \beta$  za neki  $\beta \in (0, 1)$ , umjesto kao  $n-1$  za procese čiji agregirani nizovi konvergiraju k čistom šumu drugog reda.

Neka su  $L_1$  i  $L_2$  slabo varirajuće funkcije koje su asimptotski konstantne. Cox je pokazao da je autokorelacijska funkcija koja zadovoljava (10.7) jednaka specifikaciji niza ( $\text{var}(X^{(m)})$ ):  $m \geq 1$ ) sa svojstvom

$$\text{var}(X^{(m)}) \sim am^{-\beta}, \text{ kada } m \rightarrow \infty, \quad (10.23)$$

gdje je  $a$  konačna pozitivna konstanta neovisna o  $m$  i  $0 < \beta < 1$ . Parametar  $\beta$  je isti kao i u (10.7) i povezan je s parametrom  $\gamma$  u (10.18) s  $\beta = 1 - \gamma$ .

Za stacionarni proces u širem smislu s agregiranim nizom  $X(m)$  koji teži čistom šumu drugog reda može se pokazati da niz ( $\text{var}(X^{(m)})$ ):  $m \geq 1$ ) zadovoljava

$$E [R(n)/S(n)] \sim dn^{0.5}, \text{ kada } n \rightarrow \infty, \quad (10.24)$$

$$\text{var}(X^{(m)}) \sim bm^{-1}, \text{ kada } m \rightarrow \infty, \quad (10.25)$$

gdje je  $b$  konačna pozitivna konstanta neovisna o  $m$ .

Posljedica slabo opadajuće varijance  $\text{var}(X^{(m)})$  za klasične statističke testove i sigurnost predikcijskih intervala može biti dalekosežna jer su uobičajene standardne devijacije pogrešne za faktor koji teži beskonačnosti kako se veličina uzorka povećava.

### **10.3.3 Heavy-Tailed razdiobe, Pareto razdioba**

Razdioba je heavy-tailed ako vrijedi

$$P[X > x] \cong x^{-\alpha}, \text{ kada } x \rightarrow \infty, 0 < \alpha < 2 \quad (10.26)$$

Asimptotski oblik *heavy-tailed* razdiobe je hiperboličan bez obzira na ponašanje razdiobe za male vrijednosti slučajne varijable.

Pareto razdioba je najjednostavnija *heavy-tailed* razdioba, jer je hiperbolična preko cijelog područja definicije. Njezina funkcija gustoće razdiobe je

$$p(x) = \alpha k^\alpha x^{-\alpha-1}; \quad \alpha, k > 0, \quad x \geq k \quad (10.27)$$

a kumulativna funkcija razdiobe

$$F(x) = P[X \leq x] = 1 - (k/x)^\alpha \quad (10.28)$$

Parametar  $k$  predstavlja najmanju moguću vrijednost slučajne varijable.

*Heavy-tailed* razdiobe imaju zajednička svojstva koja ih bitno razlikuju od uobičajenih razdioba poput eksponencijalne, normalne ili Poissonove:

- za  $\alpha \leq 2$  razdioba ima beskonačnu varijancu,
- za  $\alpha \leq 1$  razdioba ima beskonačnu srednju vrijednost.

Zbog toga se smanjivanjem parametra  $\alpha$  proizvoljno velika površina može smjestiti u rep krivulje funkcije gustoće razdiobe, odnosno slučajna varijabla koja se ravna po *heavy-tailed* razdiobi može poprimiti vrlo velike vrijednosti s nezanemarivom vjerojatnošću.

Jedan od načina utvrđivanja prisutnost *heavy taila* u razdiobi po kojoj se ravnaju neki podaci dovoljno je nacrtati log-log graf komplementarne razdiobe

$$\bar{F}(x) = 1 - F(x) = P[X > x] \quad (10.29)$$

Nacrtana na ovaj način *heavy-tailed* razdioba ima svojstvo

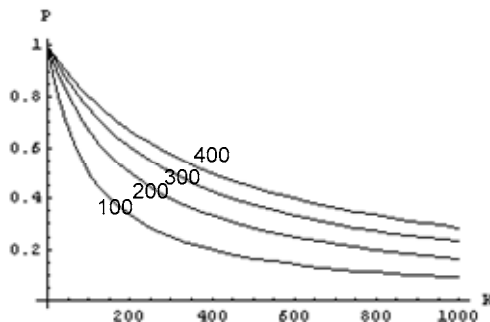
$$\frac{d \log \bar{F}(x)}{d \log x} = -\alpha, \quad x > \theta \quad (10.30)$$

za neki  $\theta$ , što predstavlja linearno ponašanje repa preko velikog područja.

Pareto razdioba posjeduje obilježja važna za generiranje samosličnog prometa. Jedno od njih je svojstvo memoriranja zbog kojeg vjerojatnost nekog budućeg događaja (generiranja paketa) ovisi o prošlim događajima (generiranim paketima):

$$P[X > S + K | X > S] = \frac{P[X > S + K]}{P[X > S]} = \frac{\int_{S+K}^{\infty} \frac{ak^a}{x^{a+1}} dx}{\int_S^{\infty} \frac{ak^a}{x^{a+1}} dx} = \frac{\left(\frac{k}{S+K}\right)^a}{\left(\frac{k}{S}\right)^a} = \left(\frac{S}{S+K}\right)^a \quad (10.31)$$

Ukoliko veličine  $S$  i  $K$  označavaju broj paketa tada se gornji izraz može interpretirati da vjerojatnost da će u nekom snopu biti generirano  $K$  paketa ovisi o broju do sada generiranih paketa  $S$  u tom snopu. Slijedi zaključak da je vjerojatnije da će se u nekom vremenskom trenutku nastaviti snopovi u kojima je do tog trenutka generirano više paketa od onih u kojima je do tog trenutka generirano manje paketa (Slika 10.7, brojevi na krivuljama označavaju vrijednost parametra  $S$ ).



Slika 10.7 Svojstvo memoriranja Pareto razdiobe

Kako u računalnoj implementaciji nije moguće generirati beskonačno velike brojeve slijedi da se Pareto razdioba mora ograničiti nekom najvećom vrijednošću (*truncated Pareto distribution*). Slučajna varijabla koja se ravna po Pareto razdiobi može se prikazati kao

$$X_{\text{PARETO}} = \frac{k}{U^{1/a}}, 0 < U \leq 1, \quad (10.32)$$

gdje  $U$  označava jednoliko raspodijeljenu varijablu. Najveća vrijednost  $Q$  koju može generirati takav generator Pareto razdiobe jednaka je

$$Q = \frac{b}{S^{1/a}}, \quad (10.33)$$

pri čemu  $S$  označava najmanji pozitivni broj koji se može generirati generatorom jednolike razdiobe.

Funkcija gustoće ograničene Pareto razdiobe  $p_T(x)$  jednaka je

$$\int_b^Q p_T(x) dx = 1 \Rightarrow p_T(x) = \frac{p(x)}{\int_k^Q p(x) dx} = \frac{ak^a}{x^{a+1}} \frac{1}{1 - \left(\frac{k}{Q}\right)^a}, \quad (10.34)$$

pri čemu je  $p(x)$  funkcija gustoće Pareto razdiobe.

Očekivanje ograničene Pareto razdiobe jednako je

$$E(X) = \int_k^Q x f_T(x) dx = \frac{ak^a}{1 - \left(\frac{k}{Q}\right)^a} \left. x^{1-a} \right|_k^Q = \frac{ak}{a-1} \frac{1 - \left(\frac{k}{Q}\right)^{a-1}}{1 - \left(\frac{k}{Q}\right)^a} = \frac{ak}{a-1} \frac{1 - S^{-\frac{a-1}{a}}}{1 - S^{-1}} \quad (10.35)$$

## 10.4 Stohastičko modeliranje samosličnog procesa

Reprezentacije koje promatraju proces korelacijske strukture dane u (10.7) kao (konačnu aproksimaciju) kontinuiranog zbroja Gauss-Markovljevih procesa često se objašnjavaju prisutnošću višerazinske hijerarhije korištenih mehanizama s ciljem stvaranja samosličnosti. Općenito je vrlo teško dokazati fizičku prisutnost takvih višerazinskih hijerarhija procesa te njihovu ulogu u stvaranju samosličnog procesa. Iz tog razloga razvijeni su formalni matematički modeli koji predstavljaju reprezentacije samosličnog procesa uglavnom bez fizikalnog objašnjenja.

U nastavku je opisan jedan takav model – točno samosličan frakcionalan Gaussov šum. Uz njega se često navodi i klasa asimptotski samosličnih frakcionalnih autoregresivnih procesa s pomicanjem srednje vrijednosti (*ARIMA - asymptotically self-similar fractional autoregressive integrated moving-average processes*).

### 10.4.1 Frakcionalan Gaussov šum

Frakcionalan Gaussov šum (FGN – *Fractional Gaussian Noise*)  $X = (X_k; k = 0, 1, 2, \dots)$  je stacionaran Gaussov proces sa srednjom vrijednošću  $\mu = E[X_k]$ , varijancom

$$\sigma^2 = E\left[(X_k - \mu)^2\right], \quad (10.36)$$

i autokorelacijskom funkcijom



$$r(k) = 1/2 (|k+1|^{2H} - |k|^{2H} + |k-1|^{2H}), k = 1, 2, 3, \dots \quad (10.37)$$

Asimptotski vrijedi

$$r(k) \sim H(2H-1) |k|^{2H-2} (k \rightarrow \infty, 0 < H < 1) \quad (10.38)$$

Može se pokazati da rezultirajući agregirani procesi  $X^{(m)}$  ( $m = 1, 2, 3, \dots$ ) imaju istu razdiobu kao i  $X$  za sve  $0 < H < 1$ . Zbog toga je prema (10.7) i (10.9) frakcionalan Gaussov šum točno samosličan proces drugog reda s faktorom samosličnosti  $H$ , sve dok je  $1/2 < H < 1$ .

Razlomljeni Gaussov šum su prvi definirali Mandelbrot i Van Ness (1968). Usprkos rigidnoj korelacijskoj strukturi (10.37), frakcionalan Gaussov šum može se promatrati kao idealizacija ili prihvatljiva prva aproksimacija složenijih struktura.

Koraci algoritma konstruiranja frakcionalnog Gaussovog šuma:

- Konstrukcija slijeda vrijednosti  $\{f_1, \dots, f_{n/2}\}$ , gdje je  $f_j = \tilde{f}(2\pi j/n; H)$ , koji odgovara spektru snage FGN procesa za frekvencije  $2\pi/n$  do  $\pi$ .
- "Fuzz" svakog  $\{f_i\}$  množenjem s neovisnom eksponencijalno raspodijeljenom slučajnom varijablom sa srednjom vrijednošću 1. Dobiveni niz označava se s  $\{\hat{f}_i\}$ . Ovaj korak je potreban pri procjeni spektra snage procesa korištenjem periodograma uzorka kada je snaga procijenjena za pojedinu frekvenciju asimptotski raspodijeljena kao neovisna eksponencijalna slučajna varijabla sa srednjom vrijednosti jednakoj stvarnoj snazi. Pitanje vezano uz točnost ove metode u stvaranju samosličnih putova je u stupnju u kojem se asimptotski rezultati mogu primijeniti na konačan spektar snage bez narušavanja svojstva samosličnosti.
- Konstrukcija niza kompleksnih vrijednosti  $\{z_1, \dots, z_{n/2}\}$  pri čemu je  $|z_i| = \sqrt{\hat{f}_i}$  tako da je faza  $z_i$  uniformno raspodijeljena između 0 i  $2\pi$ . Tehnika slučajne faze zadržava spektar snage (i tako autokorelaciju) koji odgovara  $\{\hat{f}_i\}$ , ali osigurava da su različiti putovi generirani ovom metodom neovisni. Također osigurava normalno raspodijeljene marginalne razdiobe konačnih rezultata, što je uvjet za frakcionalni Gaussov šum, te primjenu Whittle-ove procedure korištenjem izraza za  $f(\lambda; H)$  koji odgovara spektru snage FGN. Ostaje otvoreno pitanje zašto randomizacija faza dovodi do Gaussovog procesa.
- Konstrukcija  $\{z'_0, \dots, z'_{n-1}\}$ , proširene verzije niza  $\{z_1, \dots, z_{n/2}\}$ :

$$z'_j = \begin{cases} 0, & \text{ako } j = 0 \\ z_j, & \text{ako } 0 < j \leq n/2, i \\ \bar{z}_{n-j}, & \text{ako } n/2 < j < n \end{cases} \quad (10.39)$$

gdje  $\bar{z}_{n-j}$  označava kompleksno konjugirani broj  $z_{n-j}$ .  $\{z'_j\}$  sadrži spektar snage korišten pri konstruiranju  $\{z_i\}$ , no zbog simetrije oko  $z_{n/2}$  sada odgovara Fourierovom transformatu signala s realnim vrijednostima.

- Inverzna Fourierova transformacija  $\{z'_j\}$  da bi se dobio približni uzorak FGN puta  $\{x_i\}$ .

### 10.4.2 Samosličnost ostvarena agregacijom

Na početku će biti općenito opisan postupak dobivanja samosličnog prometa agregacijom pojedinačnih prometa, nakon čega slijedi pojednostavljena konstrukcija samosličnog prometa agregacijom prometa generiranih procesima beskonačne varijance.

Pretpostavka je da procesi imaju strogo alternirajuće periode aktivnosti (ON periodi) i periode neaktivnosti (OFF periodi), te se podudara s većinom ON/OFF generatora koji se pojavljuju u telekomunikacijskoj literaturi. ON i OFF periodi mogu imati različite razdiobe (duljine trajanja ili broja paketa koje treba generirati) konačne ili beskonačne varijance.

#### Homogeni izvori

Pretpostavimo prvo da imamo jedan izvor koji generira stacionarni binarni niz  $\{W(t), t \geq 0\}$ .  $W(t) = 1$  znači da postoji paket u vremenu  $t$ , dok  $W(t) = 0$  označava nepostojanje paketa. Ukoliko se  $W(t)$  promatra kao porast u vremenu  $t$  tada je ovaj proces obilježen porastom 1 unutar ON perioda i 0 unutar OFF perioda. Duljine ON i OFF perioda su neovisne, a mogu imati različite razdiobe. OFF period uvijek slijedi ON period, dok se cijeli period procesa sastoji od para ON i OFF procesa (*interrenewal period*).

Pretpostavimo sada da imamo  $M$  izvora jednake razdiobe. Agregirani proces ima svoj niz  $\{W^{(m)}(t), t \geq 0\}$ . Superpozicija ili kumulativni broj paketa u vremenu  $t$  iznosi

$$\sum_{m=1}^M W^{(m)}(t) \quad (10.40)$$

Ukupan broj paketa u intervalu  $[0, Tt]$  iznosi

$$W_M^*(Tt) = \int_0^{Tt} \left( \sum_{m=1}^M W^{(m)}(u) \right) du. \quad (10.41)$$

Od interesa je statističko ponašanje stohastičkog procesa  $\{W_M^*(Tt), t \geq 0\}$  za velike  $M$  i  $T$ . Ponašanje ovisi o razdiobama ON i OFF perioda koje još nisu određene. Cilj je odabir razdiobe na takav način da se kada  $M \rightarrow \infty$  i  $T \rightarrow \infty$  proces  $\{W_M^*(Tt), t \geq 0\}$  uz prikladnu normalizaciju izjednačuje s procesom  $\{\sigma_{\text{lim}} B_H(t), t \geq 0\}$  gdje je  $\sigma_{\text{lim}}$  konačna pozitivna konstanta, a  $B_H$  frakcionalno Brownovo gibanje koje je jedini Gaussovski proces sa stacionarnim porastima koji je samosličan (konačnodimenzionalna razdioba  $\{T^H B_H(Tt), t \geq 0\}$  ne ovisi o odabiru  $T$ , pri čemu je  $1/2 \leq H \leq 1$ ). Frakcionalno Brownovo gibanje je Gaussovski proces sa srednjom vrijednošću 0, stacionarnim porastima i kovariancom

$$EB_H(j)G_H(j+k) = \frac{1}{2} \left\{ s^{2H} + t^{2H} - |s-t|^{2H} \right\}. \quad (10.42)$$

Prirasti

$$G_j = B_H(j) - B_H(j-1), j = 1, 2, \dots \quad (10.43)$$

nazivaju se frakcionalnim Gausovim šumom. Vrijedi jaka korelacija

$$EG_H(j)G_H(j+k) \cong H(2H-1)k^{2H-2} \text{ kada } k \rightarrow \infty, \quad (10.44)$$

gdje  $a_k \sim b_k$  znači  $a_k/b_k \rightarrow 1$  kada  $k \rightarrow \infty$ . Ovisnost preko dugog perioda obilježava opadanje s kvadratnom ovisnošću.

Neka

$$f_1(x), F_1(x) = \int_0^x f_1(u)du, F_{1c}(x) = 1 - F_1(x), \quad (10.45)$$

označavaju funkciju gustoće vjerojatnosti i funkciju razdiobe te komplementarnu razdiobu, a

$$\mu_1 = \int_0^{\infty} xf_1(x)dx, \sigma_1^2 = \int_0^{\infty} (x - \mu_1)^2 f_1(x)dx, \quad (10.46)$$

srednju vrijednost i varijancu ON perioda. Uvode se analogne oznake  $f_2, F_2, F_{2c}, \mu_2$  i  $\sigma_2^2$  za OFF period.

Pretpostavimo da kada  $x \rightarrow \infty$  vrijedi

$$F_{1c}(x) \cong \ell_1 x^{-\alpha_1} L_1(x) \text{ sa } 1 < \alpha_1 < 2 \text{ ili } \sigma_1^2 < \infty \quad (10.47)$$

$$F_{2c}(x) \cong \ell_2 x^{-\alpha_2} L_2(x) \text{ sa } 1 < \alpha_2 < 2 \text{ ili } \sigma_2^2 < \infty \quad (10.48)$$

gdje je  $\ell_j > 0$  konstanta, a  $L_j > 0$  sporo varirajuća funkcija u beskonačnosti, tj.

$$\lim_{x \rightarrow \infty} \frac{L_j(tx)}{L_j(x)} = 1 \quad (10.49)$$

za bilo koji  $t > 0$ . Treba zapaziti da je srednja vrijednost  $\mu_j$  uvijek konačna, dok je varijanca  $\sigma_j^2$  beskonačna kada je  $\alpha_j < 2$ . Funkcija  $F_j$  bi npr. mogla biti Pareto, tj.

$$F_{jc}(x) = K^{\alpha_j} x^{-\alpha_j} \text{ za } x \geq K > 0, 1 < j < 2 \quad (10.50)$$

i jednaka 0 za  $x < K$ . Dozvoljeno je da su razdiobe  $F_1$  i  $F_2$  za ON i OFF periode različite. Jedna od njih može npr. imati konačnu varijancu, dok druga može imati beskonačnu.

Kada je  $1 < \alpha_j < 2$  postavlja se

$$a_j = \ell_j (\Gamma(2 - \alpha_j)) / (\alpha_j - 1), \quad (10.51)$$

a kada je  $\sigma_j^2 < \infty$  postavlja se  $\alpha_j = 2, L_j \equiv 1$  i  $a_j = \sigma_j^2$ . Faktor normaliziranja i konstante ograničenja u izvodu ispod ovise o tome da li je

$$\Lambda = \lim_{t \rightarrow \infty} t^{\alpha_2 - \alpha_1} \frac{L_1(t)}{L_2(t)} \quad (10.52)$$

konačna, 0 ili beskonačna. Ako je  $0 < \Lambda < \infty$  postavlja se  $\alpha_{\min} = \alpha_1 = \alpha_2$ ,

$$\sigma_{\lim}^2 = \frac{2(\mu_2^2 a_1 \Lambda + \mu_1^2 a_2)}{(\mu_1 + \mu_2)^3 \Gamma(4 - \alpha_{\min})}, \text{ i } L = L_2. \quad (10.53)$$

Ako je  $\Lambda = 0$  ili  $\Lambda = \infty$  postavlja se

$$\sigma_{\lim}^2 = \frac{2\mu_{\max}^2 a_{\min}}{(\mu_1 + \mu_2)^3 \Gamma(4 - \alpha_{\min})}, \text{ i } L = L_{\min} \quad (10.54)$$

gdje je  $\min$  indeks 1 ako je  $\Lambda = \infty$  (npr. za  $\alpha_1 < \alpha_2$ ), a indeks 2 za  $\Lambda = 0$ .

Pretpostavka je pod navedenim uvjetima vrijedi [12]:

Za veliki  $M$  i  $T$ , agregirani kumulativni proces  $\{W_M^*(Tt), t \geq 0\}$  ponaša se statistički kao

$$TM \frac{\mu_1}{\mu_1 + \mu_2} t + T^H \sqrt{L(T)M} \sigma_{\lim} B_H(t), \quad (10.55)$$

gdje je  $H = (3 - \alpha_{\min})/2$ , a  $\sigma_{\lim}$  kao što je prethodno zadano. Preciznije vrijedi

$$\lim_{T \rightarrow \infty} \lim_{M \rightarrow \infty} T^{-H} L^{-1/2}(T) M^{-1/2} \left( W_M^*(Tt) - TM \frac{\mu_1}{\mu_1 + \mu_2} t \right) = \sigma_{\lim} B_H(t) \quad (10.56)$$

gdje *lim* označava konvergenciju u smislu konačno dimenzionalnih razdioba.

Heuristički prethodna tvrdnja kaže da srednja razina  $TM(\mu_1/(\mu_1 + \mu_2))t$  daje glavni doprinos za velike  $M$  i  $T$ . Fluktuacije od te razine dane su frakcionalnim Brownovim gibanjem  $\sigma_{\lim} B_H(t)$  skaliranim faktorom nižeg reda  $T^H L(T)^{1/2} M^{1/2}$ . Važno je i da se ograničenja primjenjuju u navedenom redosljedu. Vidljivo je da  $1 < \alpha_{\min} < 2$  znači  $1/2 < H < 1$ , tj. ovisnost preko dugog perioda.

Glavni uzrok pribavljanja  $H > 1/2$  je *heavy-tailed* svojstvo

$$F_{jc}(x) \cong \ell_j x^{-\alpha_j} L_j(x), \text{ za } x \rightarrow \infty, 1 < \alpha_j < 2 \quad (10.57)$$

Za ON ili OFF period, tj. hiperboličan rep za razdiobe ON ili OFF perioda s  $1 < \alpha < 2$ . Sličan se rezultat dobiva ako se  $W_M^*(Tt)$  zamjeni kumulativnim brojem okteta u  $[0, Tt]$ .

Dokaz ove pretpostavke može se pronaći u [12].

### **Primjer konstrukcije (Mandelbrot, Taqqu, Levy)**

Ova konstrukcija (koju je prvotno predložio Mandelbrot (1969) i kasnije proširili Taqqu i Levy (1986) te Levy i Taqqu (1987)) temelji se na agregaciji većeg broja jednostavnih procesa obnavljanja koji predstavljaju međudolazna vremena beskonačne varijance. Ova se konstrukcija može promatrati kao pokušaj objašnjenja samosličnosti pomoću fizikalnog procesa, što se posebno koristi u simulacijama paketskog prometa velikih brzina.

Neka su  $U_0, U_1, U_2, \dots$  sljedovi cjelobrojnih pozitivnih slučajnih varijabli (vremena između obnavljanja) s

$$P[U \geq u] \sim u - \alpha h(u), \text{ kada } u \rightarrow \infty, 1 < \alpha < 2 \quad (10.58)$$

gdje  $h$  sporo varira u beskonačnosti. Pareto razdioba s parametrom  $1 < \alpha < 2$  zadovoljava *heavy-tailed* ponašanje ili svojstvo "dugačkog repa".

Neka je  $W_0, W_1, W_2, \dots$  niz s  $E[W] = 0, E[W_2] < \infty$ , neovisan o nizu  $U$ . Da bi se dobio stacionaran niz obnavljanja  $(S_k)$   $k \geq 0$ , uzima se  $S_0$  neovisan o  $U_k$  i raspodijeljen kao

$$P[S_0 = u] = \mu^{-1} P[U \geq u + 1], u = 0, 1, 2, \dots \quad (10.59)$$

gdje je  $\mu = E[U]$ . Za  $k \geq 1$  definira se

$$S_k = S_0 + \sum_{j=1}^k U_j. \quad (10.60)$$

Proces obnavljanja  $W = (W(t): t = 0, 1, 2, \dots)$  definira se tada kao

$$W(t) = \sum_{k=0}^t W_k I_{(S_{k-1}, S_k)}(t) \quad (10.61)$$

pri čemu  $I_A(\cdot)$  označava indikatorsku funkciju skupa  $A$ .  $W$  je stacionaran jer su njegove konačno-dimenzionalne razdiobe nepromjenjive uslijed vremenskih pomaka.

Primjer puta procesa  $W$  je niz točaka smještenih na segmentu paralelnom s  $x$  osi, a s vrijednošću  $W_k$  kada  $t \in (S_k - 1, S_k]$ .

Agregiranjem  $M$  kopija  $W(1)$ ,  $W(2)$ , ...,  $W(M)$  procesa  $W$  dobiva se traženi proces  $W^*$  opisan s

$$W^*(T, M) = \sum_{t=1}^T \sum_{m=1}^M W^{(m)}(t) \quad (10.62)$$

sa svojstvom  $W^*(0, M) = 0$ . U početnom Mandelbrotovom modelu  $T$  označava vrijeme,  $M$  indeks modela (stupanj agregacije), a  $W$  cijenu (ekonomski model).

Mandelbrot (1969), te Taqqu i Levy (1986) pokazali su efekte agregacije povećavajućeg broja kopija procesa  $W$  i njihovog akumuliranja preko sve većih vremenskih perioda. Posebice su pokazali da se za velike  $M$  i  $T$  s  $T \ll M$ ,  $W^*$  ponaša kao frakcionalno Brownovo gibanje, tj. ispravno normaliziran  $W^*(T, M)$  konvergira (u smislu konvergencije konačno-dimenzionalnih razdioba) u integriranu verziju frakcionalnog Gaussovog šuma, tj. Gaussovog procesa  $BH = (BH(s): s \geq 0)$ ,  $1/2 < H < 1$ , sa srednjom vrijednošću 0 i korelacijskom funkcijom

$$R(s, t) = 1/2 (s^{2H} + t^{2H} - |s - t|^{2H}) \quad (10.63)$$

$BH$  ima stacionarne priraste i samosličan je (u smislu (10.15)) s faktorom samosličnosti  $H$ .

Kao neposredna posljedica rezultata Taqqu-a i Levy-a slijedi da se za velike  $T$  i  $M$  uz  $T \ll M$ , proces prirasta procesa  $W^*$  ponaša kao frakcionalan Gaussov šum.

Tvorba samosličnog procesa agregacijom sve više kopija elementarnih procesa obnavljanja  $W$  preko sve dužih vremenskih perioda temelji se u osnovi na *heavy-tail* ponašanju vremena međuobnavljanja  $U$ . Zbog svojstva (10.58) proces  $W$  može s visokom vjerojatnošću poprimiti istu vrijednost ( $W_k$ ) preko dugih vremenskih perioda. Agregacija velikog broja kopija procesa  $W$  rezultira u ukupnom zbroju koji postaje sve više Gaussov, a razmatranje preko dužeg vremenskog razdoblja unosi značajnu ovisnost, što su obilježja Brownovog gibanja.

## 10.5 Generatori samosličnog prometa

### 10.5.1 Generator Pareto prometa (gParetoSource)

Generatori Pareto prometa služe za generiranje samosličnog prometa agregacijom. Parametrizirani su sljedećim vrijednostima:

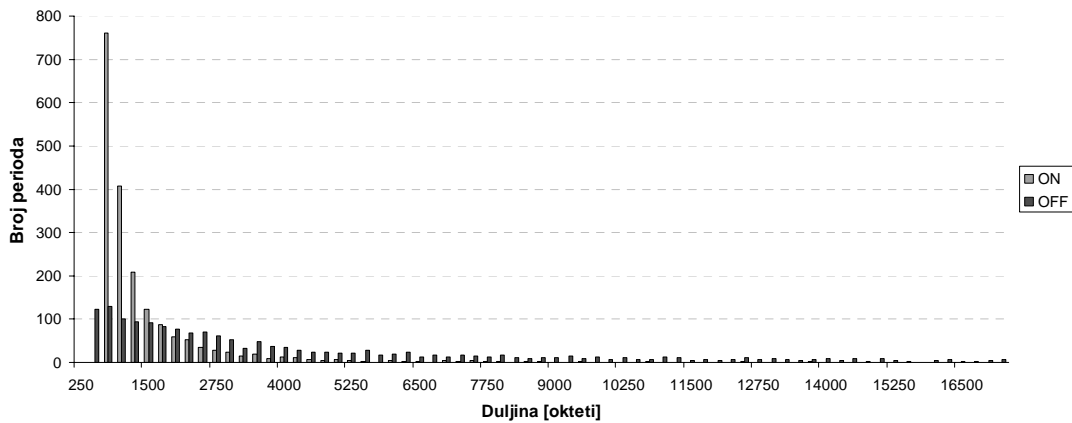
- faktor oblika ON perioda ( $\alpha_{ON}$ ),
- faktor oblika OFF perioda ( $\alpha_{OFF}$ ),
- minimalna veličina ON perioda ( $b_{ON} = 1$  paket), i
- minimalna veličina OFF perioda ( $b_{OFF}$ ).

Faktori oblika ON i OFF perioda iznose 1.4 i 1.2 respektivno, jer je veća vjerojatnost generiranja dugačkog OFF nego dugačkog ON perioda. Uz minimalnu veličinu ON perioda (1 paket = 520 okteta) minimalna duljina OFF perioda računa se prema izrazu

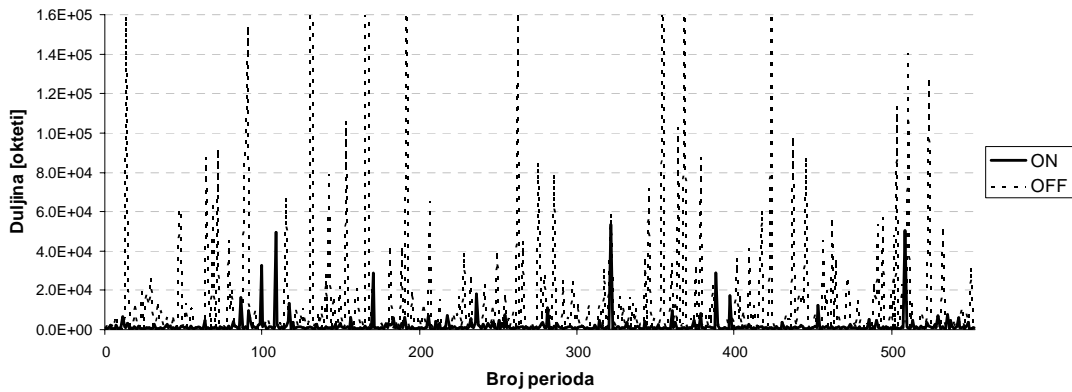
$$b_{OFF} = b_{ON} \frac{\alpha_{ON}}{\alpha_{OFF}} \left( \frac{\alpha_{OFF} - 1}{\alpha_{ON} - 1} \right) \left( \frac{1 - S^{\frac{\alpha_{ON} - 1}{\alpha_{OFF}}}}{1 - S^{\alpha_{OFF}}} \right) \quad (10.64)$$

Uz faktore oblika ove su minimalne veličine drugi podatak potreban za generiranje duljina ON i OFF perioda. U ovom slučaju vrijedi isti način prilagodbe duljine zadnjeg paketa kao i u prethodnom slučaju.

Slika 10.9 prikazuje pojedinačne vrijednosti ON i OFF perioda. Vidljiva je prisutnost “šiljaka” koji ukazuju na periode velike duljine. Kod eksponencijalnog usnopljenog prometa takvih velikih razlika u duljinama nije bilo.

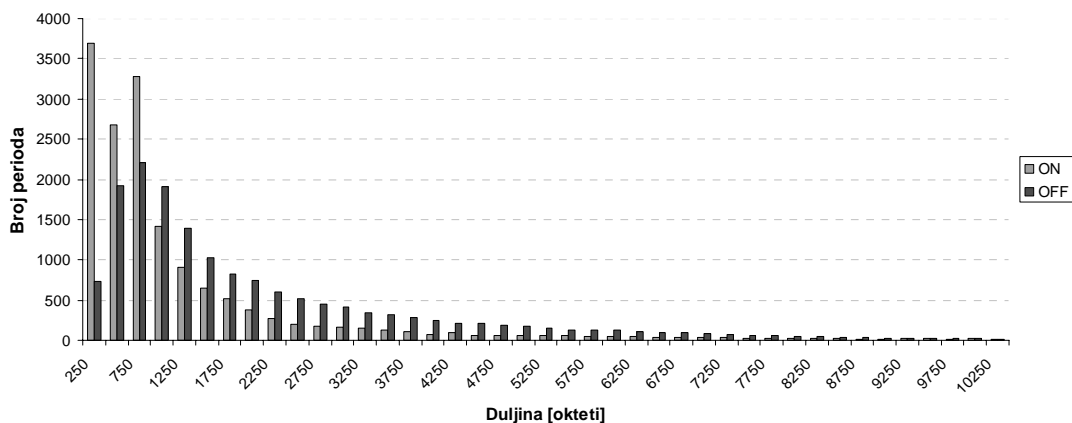


Slika 10.8 Histogram trajanja ON i OFF agregiranog prometa (1 Pareto generator)



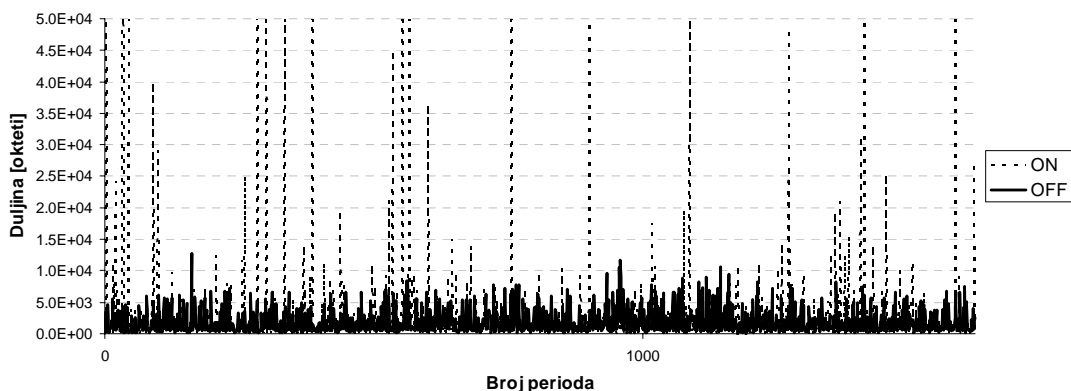
Slika 10.9 Pojedinačne duljine trajanja ON i OFF perioda jednog od Pareto generatora

Slika 10.10 prikazuje histograme trajanja ON i OFF perioda. Vidljiva je veća razvučenost repa nego u slučaju eksponencijalno raspodijeljenih duljina kod usnopljenog prometa. Objašnjenje te pojave je u samoj prirodi Pareto razdiobe kod koje je vjerojatnost generiranja velikih vrijednosti (u ovom slučaju duljina ON i OFF perioda) veća u usporedbi s eksponencijalnom razdiobom.



Slika 10.10 Histogram trajanja ON i OFF agregiranog prometa (10 Pareto generatora)

Slika 10.11 prikazuje pojedinačne duljine trajanja ON i OFF perioda izvora sastavljenog od niza Pareto izvora. Vidljiva je prisutnost šiljaka koji upućuju na generiranje vrlo dugih perioda. Te su razlike manje izražene kod OFF perioda. OFF periodi gledano prema histogramu imaju veću učestalost pojave dužih perioda, no ON periodi mogu poprimiti vrlo velike vrijednosti. Takve velike vrijednosti ON perioda nisu prisutne kod pojedinačnog Pareto generatora.



Slika 10.11 Pojedinačne duljine trajanja ON i OFF perioda agregiranog prometa (10 Pareto generatora)

### 10.5.2 Generator samosličnog prometa (frakcionalan Gaussov šum) (gSSSource)

Generiranje samosličnog prometa pomoću frakcionalnog Gaussovog šuma svodi se na sljedeće korake:

- generiranje frakcionalnog Gaussovog šuma (10.4.1),
- normaliziranje dobivenog rezultata, te
- interpretacija normaliziranog rezultata i generiranje prometa.

Frakcionalan Gaussov šum generiran je prema [67]. Za to je potrebna vrijednost Hurstovog parametra koji se prema [12] računa prema

$$H = \frac{3 - \min(\alpha_{ON}, \alpha_{OFF})}{2}, \quad (10.65)$$

pri čemu su  $\alpha$ ON i  $\alpha$ OFF parametri Pareto razdiobe pri generiranju samosličnog prometa agregacijom.

Broj uzoraka, odnosno duljina generiranog niza određuje se prema broju paketa koje treba generirati. Duljina ON perioda koji se u terminologiji samosličnih izvora naziva *bin* postavljena je na 10 prosječnih duljina podataka paketa (5000 okteta) jer je uz tu vrijednost dobiveno dobro podudaranje izlaznog opterećenja sa zadanim, a i slaže se s duljinom snopa kod generatora usnopljenog prometa. Uz tu duljinu uvedeno je i ograničenje veličine bina na vrijednost 10 puta veću od odabrane "srednje" duljine (5000 okteta).

Kako duljina generiranog niza mora biti potencija broja 2 zbog FFT koristi se sljedeći izraz

$$\text{duljina niza FGN} = \text{pow}\left(2, \left\lceil \text{ld} \left[ \frac{\text{broj paketa} * \text{srednja duljina paketa}}{L * \text{srednja duljina bina}} \right] \right\rceil\right). \quad (10.66)$$

Najveći problem pri generiranju samosličnog prometa ovom metodom predstavlja interpretacija rezultata. Rezultati su naime dobiveni u obliku niza realnih brojeva prethodno izračunate duljine (Slika 10.12a). Izlazni niz *Out* duljine *n* dalje se transformira prema sljedećim koracima:

1.  $E = \left( \sum_{i=1}^n \text{Out}[i] \right) / n, \text{ var} = \left( \sum_{i=1}^n (\text{Out}[i] - E)^2 \right) / n, \sigma = \sqrt{\text{var}},$
2.  $\forall i \in \{1, \dots, n\} A[i] = 1 + \frac{\text{Out}[i]}{2\sigma},$
3.  $\forall i \in \{1, \dots, n\} A[i] = \begin{cases} 1 & \text{za } A[i] \leq 0 \\ 1/A[i] & \text{inace} \end{cases},$
4.  $\forall i \in \{1, \dots, n\} A[i] = \begin{cases} \frac{\text{max duljina bina}}{\text{"srednja" duljina bina}} & \text{za } A[i] > \frac{\text{max duljina bina}}{\text{"srednja" duljina bina}} \\ A[i] & \text{inace} \end{cases},$

$$\text{corr} = \frac{nL}{\sum_{i=1}^n A[i]}, \forall i \in \{1, \dots, n\} A[i] = A[i] \cdot \text{corr}.$$

U 5. koraku treba voditi računa o broju binova koje treba generirati da bi se generirao zadani broj paketa. Broj binova se naime izračunava prema "srednjoj duljini bina" i predstavlja grubu aproksimaciju potrebnog broja binova. Potreban broj binova će biti u svakom slučaju manji ili jednak izračunatom broju. Broj binova koji će zaista biti potreban izračunava se zbrajanjem duljina binova i dijeljenjem ukupne sume s prosječnom duljinom paketa dok se ne dostigne zadani broj paketa. Ta procjena je bitna jer se normaliziranje dobivenog izlaznog vektora treba odnositi samo za dio koji će u generiranju zaista biti od interesa. Ukoliko se normaliziranje napravi za čitav izlazni niz razlika između dobivenog simulacijskog opterećenje linka i zadanog opterećenja biti će veća (iako ta razlika ne prelazi 5%).

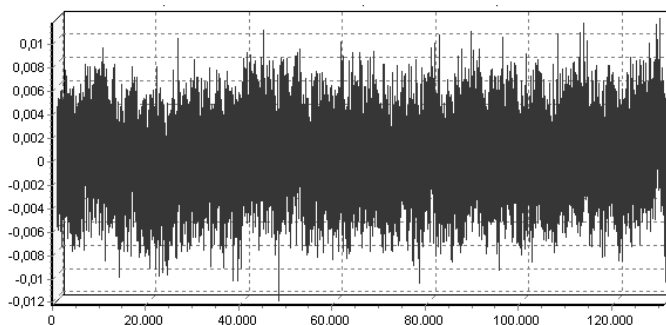
Dobiveni niz *A* predstavlja duljine binova koji se trebaju generirati. Ukoliko je ta duljina veća od maksimalne duljine bina (50000 okteta) tada se izjednačuje sa



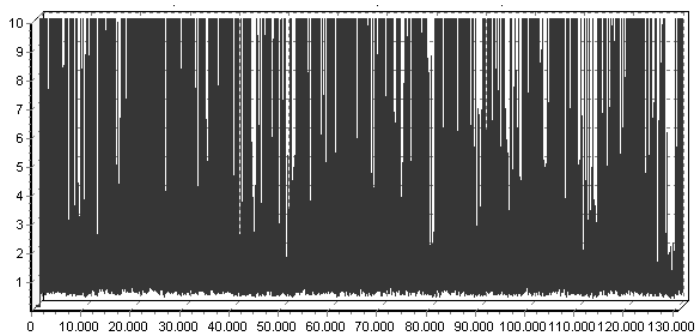
zadanom najvećom dopuštenom duljinom. Kako je broj paketa u prosječnom slučaju veći od broja paketa koji se trebaju generirati, taj se broj paketa uzima kao ograničenje prilikom generiranja.

Slika 10.12b prikazuje samosličan proces nakon normalizacije. Maksimalna duljina ograničena je zadanom maksimalnom duljinom bina.

Za duljinu zadnjeg paketa vrijedi ista napomena kao i u prethodnim slučajevima.



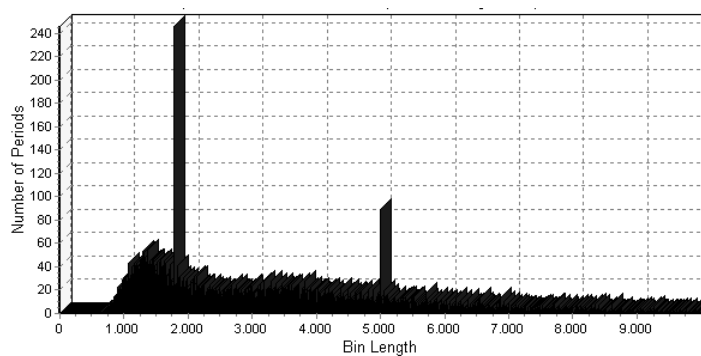
a) Niz prije normalizacije



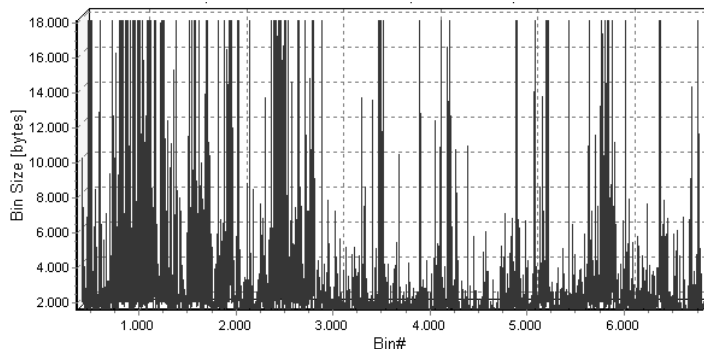
b) Niz nakon normalizacije

Slika 10.12 Izlaz iz FGN generatora samosličnog procesa

Slika 10.13 analizira duljine binova u obliku histograma i pojedinačnih duljina.



a) Histogram duljina binova



b) Pojedinačne duljine binova

Slika 10.13 Duljine binova

## 10.6 Ocjena samosličnosti procesa

### 10.6.1 Whittle-ov estimator

Ključan problem prilikom proučavanja uzoraka samosličnog procesa je procjena parametra  $H$  (Hurstov parametar). Brza i približna procjena temelji se na Whittle-ovoj metodi najveće vjerojatnosti.

Neka je  $\{x_t\}$  uzorak samosličnog procesa  $X$  za kojeg su poznati svi parametri osim varijance ( $Var(X)$ ) i faktora samosličnosti  $H$ . Neka  $f(\lambda; H)$  označava spektar snage procesa  $X$  normaliziranog tako da ima varijancu 1, te  $I(\lambda)$  periodogram (spektar snage dobiven korištenjem Fourier-ove transformacije) od  $\{x_t\}$ . Za procjenu parametra  $H$  potrebno je pronaći  $\hat{H}$  koji minimizira

$$g(\hat{H}) = \int_{-\pi}^{\pi} \frac{I(\lambda)}{f(\lambda; \hat{H})} d\lambda. \quad (10.67)$$

Ako  $\{x_t\}$  ima duljinu  $n$ , tada se integral može pretvoriti u diskretan zbroj preko frekvencija  $\lambda = \frac{2\pi}{n}, \frac{4\pi}{n}, \dots, 2\pi$ .

Oblik estimatora se temelji na činjenici da su ordinate periodograma  $I(\lambda)$  asimptotski neovisne i eksponencijalno raspodijeljene sa srednjom vrijednošću  $f(\lambda; H)$ . Zajedno s procjenom može se izračunati varijanca  $\sigma_H^2$ :

$$\sigma_H^2 = 4\pi \left[ \int_{-\pi}^{\pi} \left( \frac{\partial \log f(\omega)}{\partial H} \right) d\omega \right]^{-1}. \quad (10.68)$$

Prilikom sintetiziranja samosličnih putova može se koristiti Whittle-ov estimator s  $\sigma_H^2$  da bi se utvrdilo da li je  $\hat{H}$  dovoljno blizu  $H$  koji je planiran. Whittle-ov estimator nije test konzistentnosti uzorka vremenskog niza s ovisnošću preko dugog vremenskog perioda, već procjena parametra  $H$  koja se temelji na pretpostavci da spektar korištenog procesa odgovara  $f(\lambda; H)$ .

### 10.6.2 Statističke metode za testiranje samosličnosti

S teoretskog stajališta, slabo opadajuća varijanca, ovisnost preko dugog perioda i spektralna gustoća u obliku (10.18) različite su manifestacije istog svojstva procesa stacionarnog u širem smislu  $X$ , odnosno činjenice da je  $X$  (asimptotski ili točno) samosličan. Problemu testiranja i procjene stupnja samosličnosti može se pristupiti iz tri različita smjera:

- analiza varijance agregiranog procesa  $X^{(m)}$ ,
- vremenska analiza temeljena na R/S statistici, te
- analiza temeljena na periodogramu u frekvencijskoj domeni.

#### Analiza temeljena na varijanci

Varijanca samosličnog procesa  $X^{(m)}$  ( $m = 1, 2, 3, \dots$ ) linearno opada (za veliki  $m$ ) u log-log prikazu u odnosu na  $m$  s krivuljama koje su proizvoljno blaže od  $-1$ . Nijedan od procesa s ovisnošću preko kraćeg perioda ne pokazuje kvadratnu ovisnost varijance. Varijanca samosličnog procesa može se aproksimirati u nekom tranzijentnom vremenskom periodu modelima koji su ovisni preko kratkog vremenskog perioda s velikim brojem parametara, ali će varijanca procesa  $X(m)$  u konačnici linearno opadati u log-log prikazu u odnosu na  $m$  s krivuljom jednakom  $-1$ . Grafovi koji prikazuju odnos varijance i vremena (*variance-time plots*) dobiveni su crtanjem  $\log(\text{var}(X^{(m)}))$  u odnosu na  $\log(m)$  ("vrijeme") i crtanjem krivulje kroz rezultirajuće točke u ravnini primjenom metode najmanjih kvadrata, pritom zanemarujući male vrijednosti za  $m$ . Vrijednosti procijenjene  $\hat{\beta}$  za asimptotsku krivulju između  $-1$  i  $0$  upućuju na samosličnost, a procjena stupnja samosličnosti dana je s  $\hat{H} = 1 - \hat{\beta}/2$ .

Analiza temeljena na ovom principu nije pouzdana za empirijske podatke malog obima. Prilikom mjerenja uzoraka na telekomunikacijskoj mreži ovakva metoda postaje vrlo korisna i daje prilično točnu sliku o samosličnosti zabilježenog vremenskog niza i o stupnju samosličnosti.

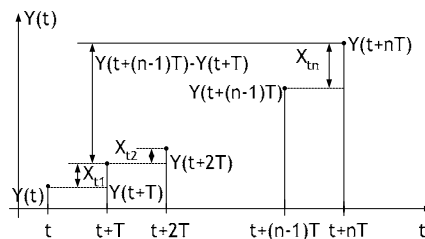
Varijanca agregiranog procesa  $X(m) = m^{H-1}X$  može se izraziti kao

$$\text{Var}(X^{(m)}) = m^{2(H-1)}\text{Var}(X) \Rightarrow \log\left(\frac{\text{Var}(X^{(m)})}{\text{Var}(X)}\right) = (2H - 2)\log(m). \quad (10.69)$$

Proces brojanja (*incremental process*)  $X_t$  jednak je

$$X_t = Y(t) - Y(t-1). \quad (10.70)$$

Slika 10.14 prikazuje vrijednosti koje poprima proces brojanja  $X_t$ .  $T$  je osnovni period preko kojeg se promatra proces ( $10^{-2}$  s u daljnjem izračunu).



Slika 10.14 Proces brojanja  $X_t$

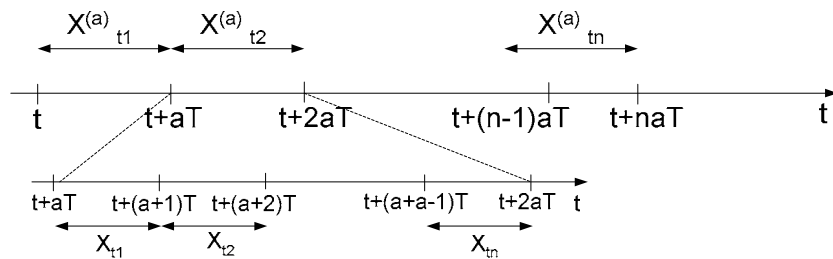
Proces brojanja u slučaju generiranja paketa poprima vrijednosti jednake broju dolazaka paketa u nekom vremenskom periodu. Varijanca procesa brojanja jednaka je

$$\text{Var}(X_t) = \frac{1}{n} \sum_{i=1}^n (X_{t_i} - \overline{X_t})^2. \quad (10.71)$$

Agregirani proces procesa  $X_t$  jednak je

$$X_t^{(m)} = \frac{1}{m} [X_{t-m+1} + X_{t-m+2} + \dots + X_t]. \quad (10.72)$$

Agregirani proces  $X_t^a$  predstavlja ukupan broj dolazaka paketa preko nekog vremenskog perioda razmjernog stupnju agregacije  $a$  (Slika 10.15).

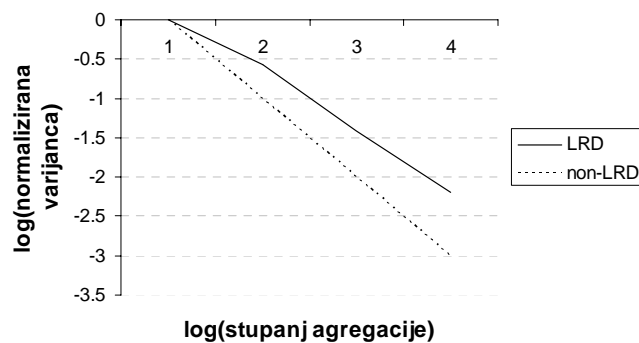


Slika 10.15 Stupanj agregacije

Varijanca agregiranog procesa iznosi

$$\text{Var}(X_t^{(a)}) = \frac{1}{n} \sum_{i=1}^n (X_{t_i}^{(a)} - \overline{X_t^{(a)}})^2, \quad (10.73)$$

što je dovoljno za proračun vrijednosti preko različitih razina agregacije (vremenskih perioda) na temelju simulacijski dobivenih vrijednosti procesa brojanja. Slika 10.16 prikazuje log-log prikaz u slučaju Pareto generiranog samosličnog procesa (*long range dependence, LRD*) i u slučaju eksponencijalno raspodijeljenih vremena dolazaka (*non-LRD*). Vidljivo je da se u *non-LRD* slučaju dobiva linearna ovisnost, odnosno da se varijanca s povećanjem vremena promatranja za red veličine smanjuje za red veličine. Kod *LRD* slučaja takav je pad blaži što daje intuitivnu sliku "neobuzdanosti" samosličnog prometa i kod povećanja vremena promatranja. Iz nagiba dobivenog grafa korištenjem relacije (10.68) može se izračunati vrijednost Hurstovog parametra.



Slika 10.16 log-log prikaz u slučaju ovisnosti preko dugog perioda (*LRD*) i bez te ovisnosti (*non-LRD*)

## R/S analiza

Cilj R/S analize empirijskih zapisa je izračun stupnja samosličnosti  $H$  (Hurstov parametar) za samosličan proces koji je generirao analizirane podatke. R/S analiza temelji se na heurističkom grafičkom pristupu.

Uzorak koji se sastoji od  $N$  promatranja ( $X_k : k = 1, 2, 3, \dots, N$ ) dijeli se na  $K$  nepreklapajućih blokova, nakon čega se računa izraz  $R(t_i, n)/S(t_i, n)$  za svaku od novih početnih točaka  $t_1 = 1, t_2 = N/K + 1, t_3 = 2N/K + 1, \dots$  koje zadovoljavaju  $(t_i - 1) + n \leq N$ . Za danu vrijednost  $n$  moguće je dobiti najviše  $K$  R/S uzoraka za mali  $n$ , te samo jedan kada je  $n$  blizu ukupnoj veličini uzorka  $N$ .

Sljedeći korak je uzimanje logaritamski razmaknutih vrijednosti  $n$  počevši s  $n \approx 10$ . Na kraju se crta graf  $\log(R(t_i, n)/S(t_i, n))$  u odnosu na  $\log(n)$  (*rescaled adjusted range plot*). Graf tipično počinje tranzijentnom dijelom koja predstavlja prirodu ovisnosti preko kraćeg perioda u uzorku, no na kraju se fluktuacije smiruju prema krivulji određenog nagiba. Grafička R/S analiza koristi se za utvrđivanje prisutnosti takvog asimptotskog ponašanja u podacima. U tom slučaju procjena  $\hat{H}$  faktora samosličnosti  $H$  dana je nagibom te krivulje (određene metodom najmanjih kvadrata), koja može poprimiti vrijednost između  $1/2$  i  $1$ .

Najatraktivnije svojstvo R/S analize je njezina relativna robusnost u odnosu na promjene rubne razdiobe, što dopušta razdvajanje proučavanja svojstava samosličnosti u podacima od karakteristika razdiobe.

## Analiza temeljena na periodogramu

R/S analiza je jednostavan način za utvrđivanje samosličnosti (na heuristički način), no odsutnost ograničenja prilikom procijene onemogućava njezinu primjenu u složenijim slučajevima (kao pronalaženje intervala pouzdanosti za stupanj samosličnosti  $H$ ). Periodogram omogućuje takvu analizu. Posebno se za Gaussove procese  $X = (X_k : k = 0, 1, 2, \dots)$ , intenzivno proučavala analiza periodogramom.

Pri korištenju ove metode javljaju se dva osnovna problema:

1. devijacija od Gaussovog procesa, i
2. devijacija od pretpostavljenog modela spektra.

Podaci se moraju transformirati tako da se dobije približno željena rubna (normalna) razdioba. Za rješavanje drugog problema postoji nekoliko rješenja koja uključuju procjenu  $H$  iz periodograma samo pri niskim frekvencijama ili uz izoliranje utjecaja  $I(x)$  pri visokim frekvencijama. Ako su skupovi podataka veliki koristi se izravnija metoda koja koristi agregaciju. Ako je  $(X_t)_{t \geq 1}$  Gaussov proces koji zadovoljava (10.18) tada agregirani proces definiran s

$$X_j^{(m)} = m^{-H} L^{-1/2}(m) \sum_{t=(j-1)m+1}^{mj} (X_t - E[X_t]), j \in \{1, 2, \dots, [n/m]\}, \quad (10.74)$$

konvergira (u smislu razdiobe) k frakcionalnom Gaussovom šumu kako  $m \rightarrow \infty$  ( $L(\cdot)$  je slabo varirajuća funkcija u beskonačnosti). Ista tvrdnja vrijedi i ako je  $X_t = \mu + G(Y_t)$ , gdje je  $(Y_t)_{t \geq 1}$  Gaussov proces koji zadovoljava (10.18) te  $E[G(Y_t)] = 0$ ,  $E[G^2(Y_t)] < \infty$  i  $E[G(Y_t)Y_t] \neq 0$ . Za dovoljno veliki  $m$  Gaussov razlomljeni šum je dobar model za  $X^{(m)}$  tako da se na njega može primijeniti procjena temeljena na najvećoj vjerojatnosti.

## 10.7 Simulacija

Cilj simulacije bila je usporedba srednjeg i maksimalnog opterećenja spremnika u slučaju

- Poissonovog prometa (*Poi*),
- eksponencijalno usnopljenog prometa (*Burst*),
- samosličnog prometa agregacijom Pareto izvora (*SSA*), te
- samosličnog prometa pomoću fraktalnog Gaussovog šuma (*SS*).

odnosno utvrđivanje razlike između "tradicionalnog" modeliranja prometa i samosličnog prometa, te verificiranje uporabe samosličnog prometa na složenijim sustavima. Tradicionalni modeli naime pretpostavljaju razdiobu duljina trajanja ON i OFF perioda s konačnom varijancom, dok je samoslično modeliranje temeljeno na pretpostavci beskonačne varijance, koje se u literaturi često naziva i *Noah* efekt. Tradicionalni prometni modeli se mogu svesti na specijalni slučaj generiranja Poissonovog prometa agregacijom za  $\alpha$  vrijednosti veće od 2.

Osnovno pitanje na koje je trebalo dati odgovor je veličina spremnika potrebna da bi odbacivanje paketa uslijed zauzeća memorije bila 0 u promatranom periodu vremena, odnosno utvrđivanje razlike u dimenzioniranju spremnika u slučaju tradicionalnog prometa i samosličnog prometa. Usporedbe su napravljene za srednje i maksimalno opterećenje spremnika. Uz to su dane i usporedbe (simulacijski dobivenih) razdioba duljina repova za ove slučajeve. Brzina procesiranja je u svim slučajevima jednaka linijskoj brzini.

Srednja duljina ON perioda usnopljenog prometnog izvora postavljena je na 10 prosječnih duljina paketa (500 okteta), što odgovara i faktoru skaliranja pri normalizaciji Gaussovog šuma kod samosličnog prometa generiranog FGN.

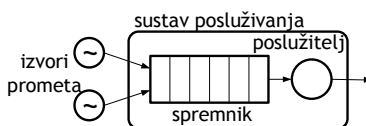
Samosličan promet ostvaren agregacijom je proveden uz agregaciju prometa iz 10 generatora Pareto prometa uz faktore oblika 1.4 (ON period) i 1.2 (OFF period).

Samosličan promet ostvaren agregacijom parametriziran je faktorom skaliranja ("srednja vrijednost bina") od 10 prosječnih duljina paketa i maksimalnom veličinom bina od 100 paketa. Veličina Hurstovog parametra postavljena je na vrijednost (10.65).

Prosječna veličina paketa u svim mjerenjima iznosi 500 okteta, a veličina zaglavlja 20 okteta (IP datagram).

### 10.7.1 Simulirani sustav

Simulirani se sustav sastoji od generatora prometa, sustava posluživanja, i ponora prometa (Slika 10.17).



Slika 10.17 Simulirani sustav

Radi se o jednostavnom jednoprocesorskom sustavu posluživanja sa spremnikom uređenim po FIFO principu. Model spremnika odgovara elektronički implementiranom spremniku. Kasnije će ti rezultati biti uspoređeni s rezultatima modela spremnika s linijama za kašnjenje. Cilj simulacije bila je usporedba obilježja

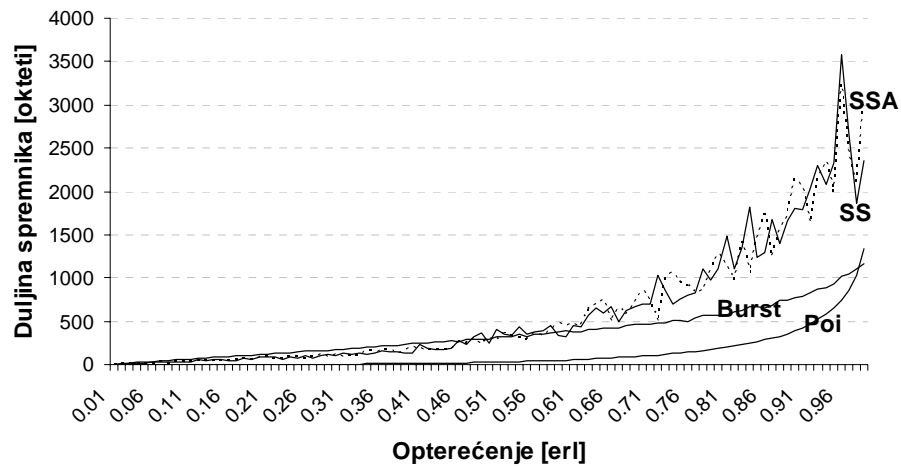
sustava posluživanja uz različite vrste izvora i vrijednosti prometnih parametara izvora.

Drugi dio simulacija odnosio se na model spremnika s linijama za kašnjenje i utvrđivanje utjecaja prometnog modela za takav model spremnika.

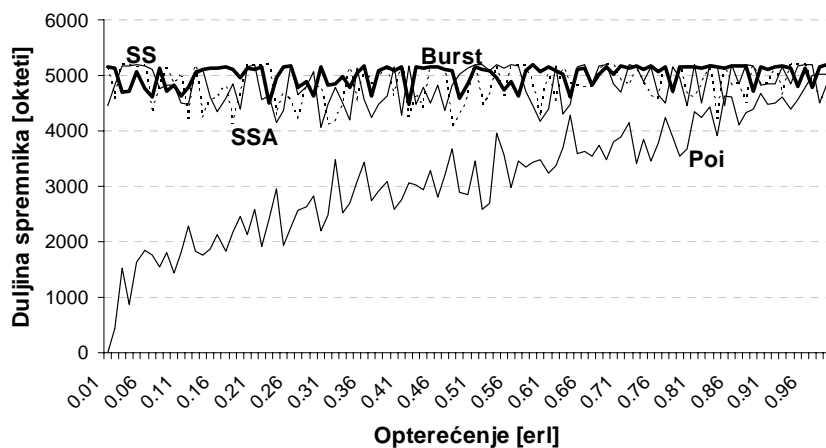
Modeliranje i simuliranje provedeno je korištenjem objektno orijentirane paradigme i *Cosmos* programskog pomagala.

### 10.7.2 Rezultati

Slika 10.18 prikazuje srednju duljinu paketa u spremniku, dok Slika 10.19 prikazuje najveću duljinu paketa u spremniku u ovisnosti o prometnom opterećenju i tipu prometnog izvora.



Slika 10.18 Srednja duljina paketa u spremniku u ovisnosti o prometnom opterećenju i prometnom izvoru (106 paketa)



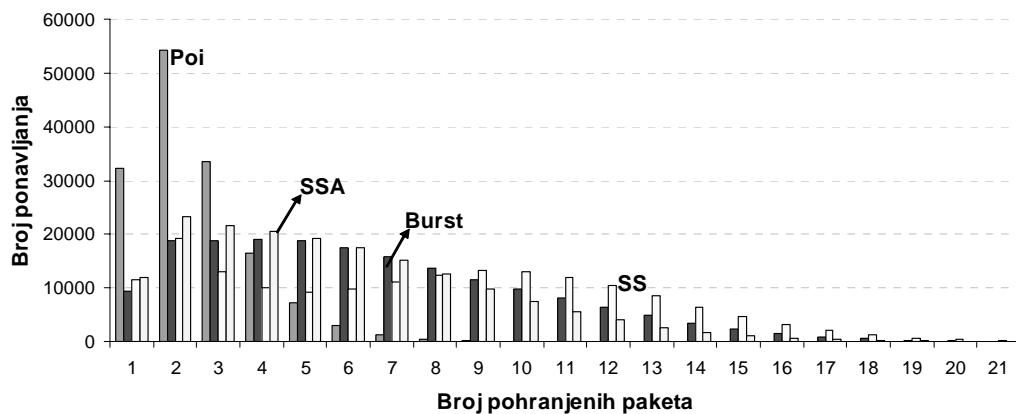
Slika 10.19 Najveća duljina paketa u spremniku u ovisnosti o prometnom opterećenju i prometnom izvoru (106 paketa)

Vidljivo je da su prosječne i maksimalne duljine repova za Poissonov promet najmanje, veće su za usnopljeni promet, a najveće za samosličan promet. Takav se rezultat lako može objasniti činjenicom da pojava snopova znači intervale koji se sastoje od niz paketa u kojima je razmak između paketa 0, odnosno opterećenje je 1. U tim periodima (ON periodi) dolazi do nakupljanja paketa u spremnicima zbog

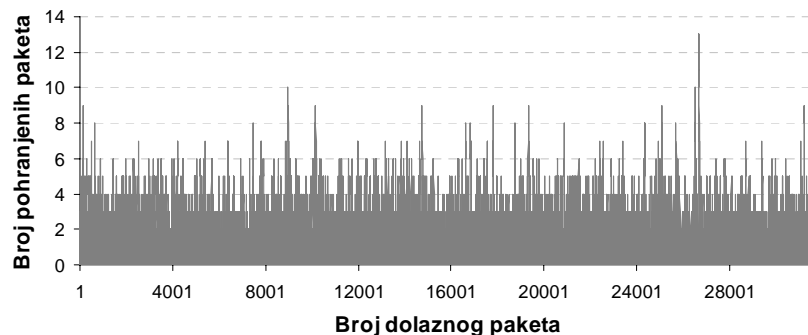
ograničene brzine procesiranja. Broj paketa se smanjuje u OFF periodima u kojima je izvor neaktivan.

Zanimljivo je da maksimalno opterećenje samo kod Poissonovog prometa pokazuje strogu tendenciju porasta, dok se kod pojave usnopljenosti maksimalno opterećenje uglavnom kreće oko istih vrijednosti bez obzira na opterećenje. To je posljedica činjenice da duljina ON perioda općenito ne ovisi o opterećenju. Opterećenje naime samo određuje omjere srednjih duljina ON i OFF perioda.

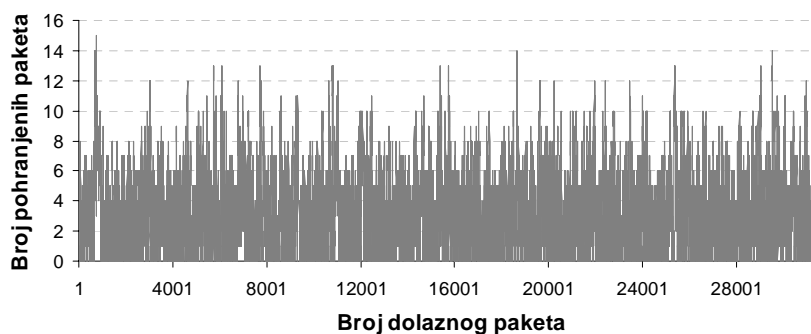
Na sljedećim slikama prikazano je kretanje broja paketa u spremniku sustava posluživanja. Sva mjerenja su obavljena uz srednje opterećenje 0.8 i  $10^5$  generiranih paketa.



Slika 10.20 Histogram broja paketa u spremniku

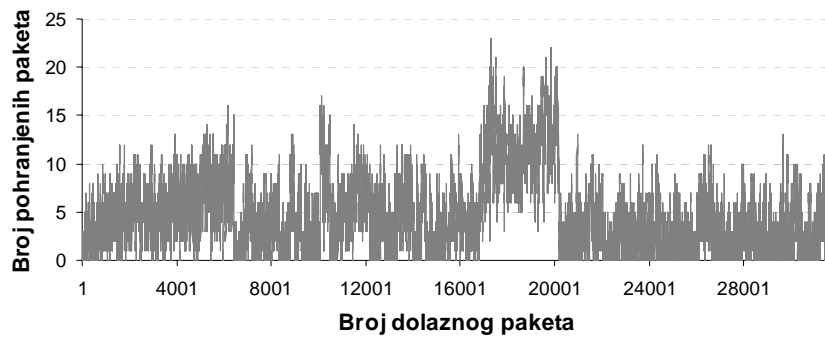


Slika 10.21 Promjena broja paketa u spremniku (Poissonov promet)

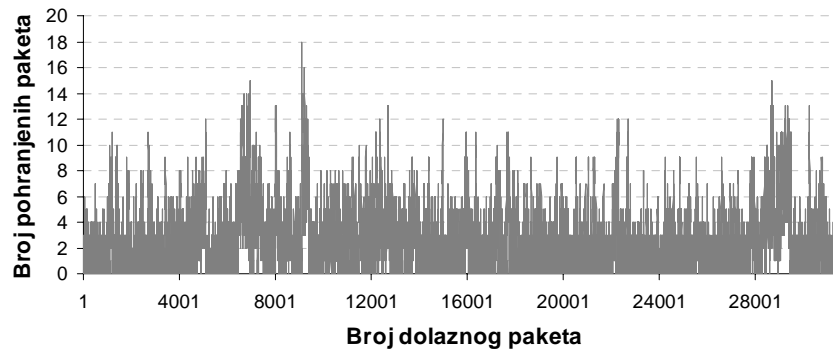


Slika 10.22 Promjena broja paketa u spremniku (usnopljeni promet)





Slika 10.23 Promjena broja paketa u spremniku (samosličan promet (agregacija))



Slika 10.24 Promjena broja paketa u spremniku (samosličan promet (FGN))

Vidljivo je da je kod samosličnog prometa rep histograma blaži nego kod Poissonovog prometa (kod Poissonovog prometa bi se mogao eksponencijalno aproksimirati, a kod samosličnog prometa Weibullovom razdiobom prema [12]).

Ukoliko se dimenzioniranju spremnika prilazi s podacima dobivenim iz tradicionalnog modela prometa može doći do optimističnog modeliranja i poddimenzioniranja, što se odražava na gubitke paketa zbog preljeva i nemogućnosti zadovoljavanja ponuđene kvalitete usluge. Dodatni problemi postoje zbog nepostojanja proporcionalnosti propusnog kapaciteta o broju izvora. Agregacijom izvora koji imaju beskonačne varijance ne dobiva se jednostavno povećanje memorije uz istu vjerojatnost odbacivanja. Prometni tokovi jednog izvora ne mogu se više promatrati neovisno o prometu koji teče mrežom, jer bi proračun kapaciteta spremnika i brzine procesiranja ovisno samo o dodanom prometu podcijenio stvarne potrebe.

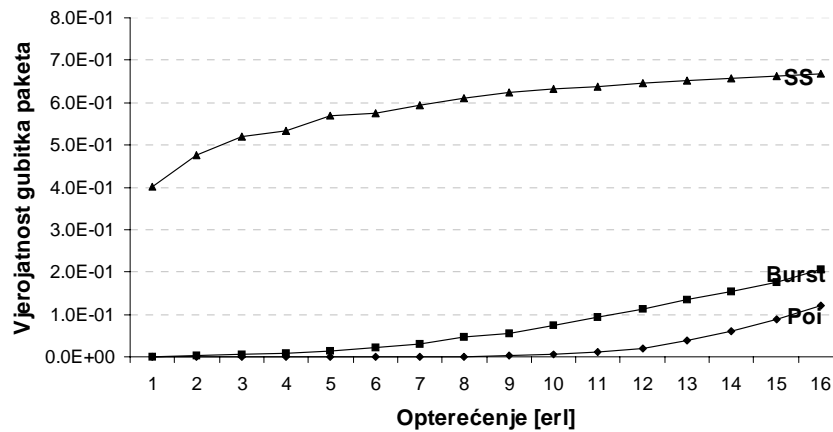
Oblikovanje prometa također postaje problematično zbog velikih duljina ON perioda koji bi zahtijevali velike spremnike čime bi se unosila i velika kašnjenja u mreži.

Rješenje navedenih problema leži u statističkom multipleksiranju velikog broja izvora koji pokazuju Noah efekt što ranije u mreži [12]. U tom slučaju će zahtjevi na veličinu spremnika biti manji, a time će se smanjiti i kašnjenja u mreži. Efikasnost protokola bi se povećala dodatnim znanjem o postojanju Noah efekta u prometnim izvorima. Ostaje otvoreno pitanje integracije takvog znanja u mehanizme razrješenja zagušenja i kontrole poziva (Noah efekt), odnosno efekta ovisnosti preko dugog perioda (*Joseph* efekt) kod mehanizama koji djeluju nad agregiranim prometom.

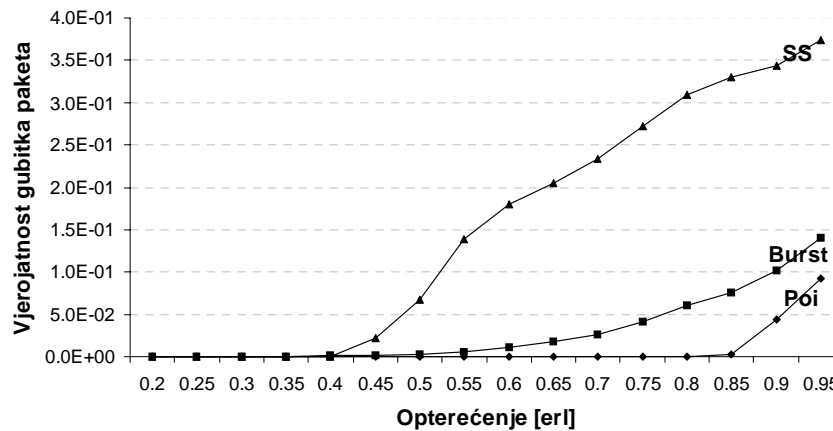
Na temelju usporedbe rezultata koji uključuju podatke o maksimalnom i prosječnom opterećenju spremnika te razdiobi broja paketa u spremniku može se zaključiti da se

najmanja minimalna veličina spremnika uz zadan postotak odbacivanja paketa može očekivati kod Poissonovog prometa. Kod usnopljenog prometa razlika u prosječnom opterećenju spremnika pri srednjem opterećenju linka (0.7) je za oko 5 puta veća nego u slučaju Poissonovog prometa. U slučaju samosličnog prometa te se razlike penju i za red veličine i to su veće što je opterećenje linka veće (do opterećenja ispod 0.9). Razdiobe broja paketa u spremniku pokazuju sve sporije opadajuće repove što ukazuje na potrebu za pažljivim minimalnim dimenzioniranjem spremnika u slučaju garantiranja kvalitete usluge. Dobiveni rezultati poklapaju se s onima dobivenim u literaturi.

Drugi dio simulacije odnosio se na model spremnika s linijama za kašnjenje. Slika 10.25 prikazuje vjerojatnost gubitka paketa u ovisnosti o opterećenju i generatoru prometa za spremnik sa 16 valnih duljina i sustav s 4 kanala. Osnovna duljina linije za kašnjenje iznosila je 0.2 srednje duljine podataka u IP paketu. Odabrana je RNE shema odabira valne duljine.



Slika 10.25 Vjerojatnost gubitka paketa (4 valne duljine, 16 linija za kašnjenje, RNE shema)  
Vidljivo je da promet koji se ravna po Poissonovom procesu (oznaka *Poi*) pokazuje najbolje rezultate pri istom opterećenju. Usnopljeni promet (oznaka *Burst*) pokazuje nešto lošije rezultate uz isti trend kao i Poissonov promet. Daleko lošije rezultate pokazuje samosličan promet (oznaka *SS*, FGN generator) uz nešto blaži trend porasta od prethodnih generatora preko područja povećanja opterećenja.



Slika 10.26 Vjerojatnost gubitka paketa (4 valne duljine, 32 linije za kašnjenje, MINL shema)

Slika 10.26 prikazuje rezultate za isti simulirani sustav s 32 linije za kašnjenje i MINL shemom. Ponovno je prisutno veliko odstupanje rezultata za samoslično generiran promet od prometa generiranog tradicionalnim modelima.

Iz navedenih rezultata jasno je da se pri dimenzioniranju optičkih memorija mora uzeti u obzir i odgovarajući prometni model. Samosličan model daje i za red veličine lošije rezultate od Poissonovog prometa koji se najčešće koristi u simulacijama. Uvođenje usnopljenosti daje lošije rezultate no ne može nadomjestiti samosličnost.

## 10.8 Prometni model

Prometni model je ključan za proračun prometnih zahtjeva između parova čvorova. Prometnim se zahtjevima nakon proračuna pridružuju fizički putovi po nekom kriteriju (npr. najkraća udaljenost ili cijena prospajanja). Korišteni prometni model je proširenje standardnog modela prema kojem komunikacija između dva čvora ovisi o broju stanovnika u svakom, te o udaljenosti među njima (*population-distance model*).

Polazi se od Haversine formule [50] pomoću koje se proračunava udaljenost  $D_{ij}$  između čvorova  $i$  i  $j$  u mreži:

$$\Delta lon = lon_j - lon_i, \Delta lat = lat_j - lat_i, \quad (10.75)$$

$$a = \left( \sin\left(\frac{\Delta lat}{2}\right) \right)^2 + \cos(lat_i) \cos(lat_j) \left( \sin\left(\frac{\Delta lon}{2}\right) \right)^2, \quad (10.76)$$

$$c = 2 \arcsin\left(\min\left(1, \sqrt{a}\right)\right),$$

$$D_{ij} = Rc, \quad (10.77)$$

gdje  $R$  označava polumjer Zemlje.

Proračunata udaljenost ne predstavlja duljinu kabela položenog između dva čvora (ukoliko takav postoji prema matrici povezanosti), jer se kabel ne može položiti po ravnoj liniji. Udaljenost se mora povećati prema izrazu [68]:

$$L_{ij} = \begin{cases} 1.5 \cdot D_{ij} & D_{ij} < 1000 \text{ km} \\ 1500 \text{ km} & \text{za } 1000 \text{ km} \leq D_{ij} < 1200 \text{ km}, \\ 1.25 \cdot D_{ij} & D_{ij} > 1200 \text{ km} \end{cases}, \quad (10.78)$$

Osnovu promjene standardnog modela predstavlja uvođenje tipova prometa koje generiraju određeni dio populacije i koji jednako ne ovise o udaljenosti. Tako će govorni promet imati snažnu ovisnost o udaljenosti, dok će recimo Internet promet imati vrlo slabo izraženu ovisnost o udaljenosti. Ukupan promet se dijeli u tri klase [68]:

- govor,
- transakcijski promet, te
- Internet promet.

Transakcijski promet je promet koji generiraju poslovni korisnici u svom radnom vremenu.

Ukupan promet između gradova  $i$  i  $j$  se stoga može prikazati kao:

$$C_{ij} = C_{ij}^v + C_{ij}^t + C_{ij}^i, \quad (10.79)$$

gdje  $C_{ij}^v$  označava govorni promet,  $C_{ij}^t$  transakcijski promet, a  $C_{ij}^i$  Internet promet. Govorni se promet između gradova  $i$  i  $j$  može prikazati kao

$$C_{ij}^v = K_v \frac{P_i P_j}{D_{ij}}, K_v = \frac{T_v}{\sum_{i,j,i \neq j} \frac{P_i P_j}{D_{ij}}}, \quad (10.80)$$

gdje  $P_i$  i  $P_j$  označavaju populaciju u gradovima  $i$  i  $j$ , a  $T_v$  ukupni govorni promet u cijeloj mreži. Vidljiv je jak utjecaj udaljenosti na iznos govornog prometa, jer su međugradski i međudržavni pozivi puno rjeđi nego regionalni.

Transakcijski promet između gradova  $i$  i  $j$  jednak je

$$C_{ij}^t = K_t \frac{E_i E_j}{\sqrt{D_{ij}}}, K_t = \frac{T_t}{\sum_{i,j,i \neq j} \frac{E_i E_j}{\sqrt{D_{ij}}}}, \quad (10.81)$$

pri čemu  $E_i$  i  $E_j$  označavaju broj poslovnih korisnika (NPBE - *Non-Production Business Employees*) u gradovima  $i$  i  $j$ .

Internet promet između gradova  $i$  i  $j$  odgovara

$$C_{ij}^i = K_i H_i H_j, K_i = \frac{T_i}{\sum_{i,j,i \neq j} H_i H_j}. \quad (10.82)$$

$H_i$  i  $H_j$  označavaju broj poslovnih računala spojenih na Internet (*hosts*) u gradovima  $i$  i  $j$ .

Faktori  $K_v$ ,  $K_t$  i  $K_i$  proračunati su na temelju podataka iz [68]. Osnovu za proračun predstavlja utvrđivanje ukupnog prometa u cijeloj mreži za pojedine tipove prometa, te broj korisnika/računala koji promet generiraju. Tabela 10.1 prikazuje polazne podatke za proračun ukupnog prometa za 2004. godinu.

Tabela 10.1 Podaci za proračun ukupnog prometa za 2004. godinu

Kategorija	Govor	Transakcijski podaci	Internet
Broj korisnika po Mbit/s liniji	30	30	30
Prosječno vrijeme korištenje po korisniku i danu	1.9 min	18.9 min	187.5 min
Prosječan period korištenja (po danu)	12 h	8 h	12 h
Ukupan broj korisnika	450.6 milijuna [25]	189.1 milijuna [70][71]	240.7 milijuna (27.31% populacije) [72]
Godišnji porast prometa	10%	34% [69]	150%
Godišnji porast broja korisnika	0.20% [69]	4% [71]	40% [73]

Korištenjem ovih podataka i sljedećeg izraza može se načiniti procjena ukupnog prometa po tipovima (Tabela 10.2):

$$T_x = \frac{\text{broj stanovnika} \times \text{vrijeme po korisniku}}{\text{ukupan vremenski period korištenja}} \times \text{kapacitet po korisniku.} \quad (10.83)$$

Tabela 10.2 Procjena ukupnog prometa za 2004. godinu

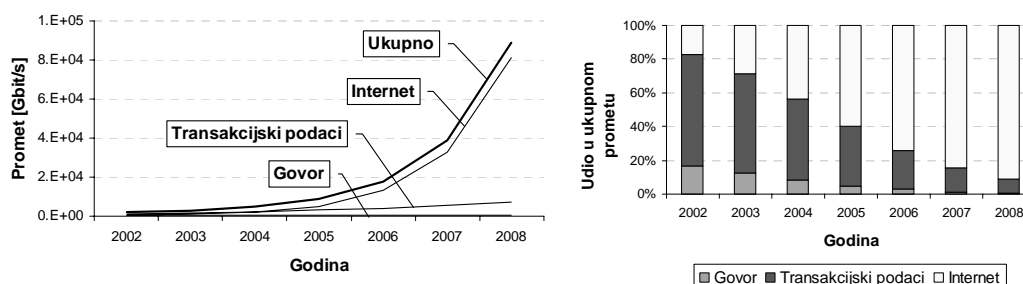
Govor	Transakcijski podaci	Internet
401 Gbit/s	2293 Gbit/s	2113 Gbit/s

Opisani proračun proveden je za godine 2002-2008 (Tabela 10.3).

Tabela 10.3 Promet po tipovima za 2002-2008 godinu (Europa)

Godina	Govor		Transakcijski podaci		Internet		Ukupan promet (Gbit/s)
	(Gbit/s)	(% ukupno)	(Gbit/s)	(% ukupno)	(Gbit/s)	(% ukupno)	
2002	332	17.04%	1275	65.45%	341	17.51%	1948
2003	365	12.44%	1720	58.63%	849	28.93%	2934
2004	401	8.35%	2293	47.70%	2113	43.95%	4808
2005	441	5.03%	3076	35.05%	5259	59.93%	8776
2006	485	2.74%	4125	23.30%	13092	73.96%	17702
2007	533	1.38%	5533	14.31%	32588	84.31%	38654
2008	586	0.66%	7421	8.33%	81117	91.02%	89124

Slika 10.27 prikazuje porast ukupnog prometa i prometa po tipovima te udio pojedinih tipova prometa u ukupnom prometu.



Slika 10.27 Porast ukupnog prometa i prometa po tipovima za raspon 2002-2008 godina (Europa)

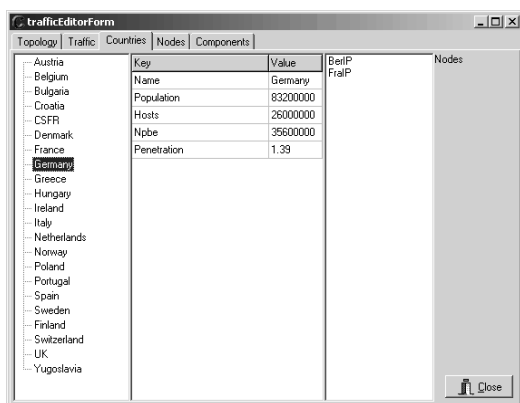
Ukupna populacija, broj poslovnih korisnika te broj Internet korisnika (računala) izračunat je na temelju podataka za cijelu državu [68] podijeljenih s brojem čvorova u državi. Ovakav proračun održava ideju agregacije čitavog prometa jedne države u odabranim čvorovima. Tabela 10.4 prikazuje primjer proračuna prometa između Zagreba i Beča.

Tabela 10.4 Proračun prometa između Zagreba i Beča

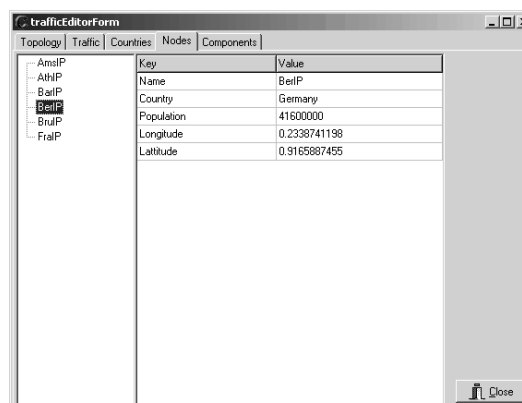
Podatak	Čvor 1	Čvor 2
	Zagreb	Beč
Zemljopisne koordinate	45:48:00N 15:58:00E	48:13:00N 16:22:00E
Država	Hrvatska	Austrija
Broj čvorova u državi	1	1
Udaljenost ( $D_{12}$ ) [km]	266.34	

Podatak	Čvor 1	Čvor 2
Duljina linka ( $L_{12}$ ) [km]	399.51	
Broj stanovnika	4400000	8200000
NPBE	1800000	3200000
Broj računala (ukupno/broj čvorova u državi)	300000	2700000
Ukupan promet ( $C_{12} = C_{12}^v + C_{12}^t + C_{12}^i$ )	442.49 + 666.43 + 23.37 = 1132.29 Mbit/s = 0.02 erl (40Gbit/s kanal)	

U implementiranom sučelju omogućeno je mijenjanje podataka koji služe za generiranje prometne matrice na razini države (Slika 10.28) i pojedinog čvora (Slika 10.29). Podaci o državi uključuju ukupan broj korisnika po pojedinim navedenim kategorijama, dok podaci čvora uključuju populaciju čvora, te njegove geografske koordinate.

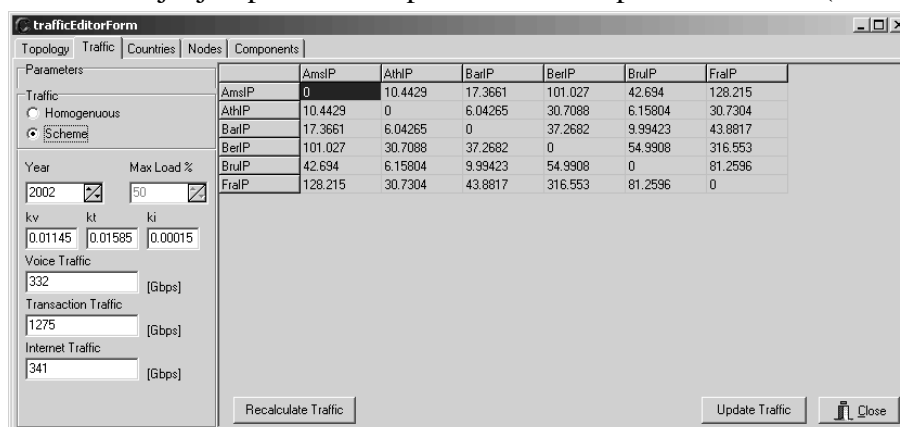


Slika 10.28 Editor podataka o državama



Slika 10.29 Editor podataka o čvorovima

Moguće je izravno mijenjati i parametre koji se dobivaju iz podataka o populaciji a koji uključuju ukupne prometne kapacitete za pojedine vrste prometa. Također je moguće izravno mijenjati prometne kapacitete između parova čvorova (Slika 10.30).



Slika 10.30 Editor prometne matrice

# Zaključak

Paradigma optičke mreže kao pružatelja usluga koja može poslužiti dinamičke korisničke zahtjeve s određenom kvalitetom usluge zamijenila je početnu sliku optičke mreže kao prijenosnog sredstva s malom ili nikakvom mogućnošću rekonfiguracije. Takva je promjena posljedica evolucije mreže koja je iz stroge podjele na komutacijsku mrežu na "rubovima" i transmisijsku mrežu kao poveznicu rubnih komutacijskih sustava prerasla u strukturu s jedinstvenom funkcionalnošću čije je granice teško utvrditi.

Tradicionalan pristup obilježen je hijerarhijom multipleksiranja signala gdje su postojali komutacijski čvorovi koji su komutirali promet na različitim razinama. Takva je komutacija bila vrlo ograničena i uglavnom predodređena u fazi projektiranja mreže. Dinamika je u takvim uvjetima gotovo onemogućena, jer su takve mreže projektirane za spore promjene u prometnim shemama zbog visokih stupnjeva multipleksiranja.

Podjele između komutacije i transmisijske više nisu moguće u današnjim uvjetima gdje dinamičko prospajanje i rekonfiguracija postaju mogući na razini svakog čvora mreže. Rubovi mreže postupno se šire prema korisniku kojem je izravno dostupan kapacitet prije ograničen samo na transmisijsku mrežu. U strukturi buduće širokopolasne mreže ne postoje više pristupne hijerarhije i rubne komutacije. Korisnički signal dolazi do rubova mreže koje su sve bliže njegovu domu i prolazi transparentno mrežom do svog odredišta.

Komutacija ovisi o korištenom načinu prijenosa i kvaliteti usluge koju treba podržati. Tradicionalno je komutacija kanala dominantni mehanizam prisutan u širokopolasnim mrežama zbog Sonet/SDH hijerarhije koja multipleksira pristupne tokove paketa u slučaju prijenosa podataka, odnosno (PDH multipleksirani) govornih kanala. Pružena kvaliteta usluge ovisi o opremi koja se koristi na putu no općenito se radi o mogućnosti podrške kvalitete usluge za promet niske varijabilnosti. Iz ovakvih postavki nužno proizlazi neprilagođenost takve komunikacije podatkovnoj zbog visoke varijabilnosti podatkovnog (IP) prometa. Ukoliko se želi zadržati mali gubitak ulaznog prometa zbog ograničenja prosjerenog kanala potrebno je odabrati kapacitet koji odgovara (ili je blizu) vršnom opterećenju. Takvo je projektiranje bilo moguće u tradicionalnim mrežama gdje je promet koji dolazi do kanala transmisijske mreže bio visoko multipleksirano i zato malo promjenjivo, no danas kada kanal izravno dolazi do korisnika (npr. lokalne mreže) takvo prospajanje na zahtjev nužno dovodi do skupe usluge uvjetovane malom iskoristivošću kapaciteta.

Nužan daljnji korak je uvođenje iste paradigme komutacije kao i u električkim mrežama, odnosno komutacije paketa. Paketski prijenos omogućuje bolje iskorištenje kapaciteta zbog finije zrnatosti koja omogućuje paketima različitih odredišta korištenje iste valne duljine na putu. Takva je mogućnost postojala i kod mreža s komutacijom kanala dobrim projektiranjem logičkih topologija, no primjena je uglavnom ograničena na fazu projektiranja mreže a ne na dinamička prospajanja.

Uvođenje komutacije paketa u širokopolasnu mrežu daje zajedničku osnovu i briše granice pristupne (komutacijske) mreže i mreže širokog područja (WAN, transmisijske mreže). Prijenos podataka dinamičkih korisničkih zahtjeva

implementiran je u samoj ideji optičkog paketa i suživotu fotoničkog i električkog (IP) sloja. Na isti način kao što protokoli viših slojeva (aplikacijski i transportni sloj) dinamički daju ulazne podatke IP-u (njegovi su klijenti), tako su i korisnički IP paketi ulazni podaci IP mreže koji služe za stvaranje IP paketa. Kako je upravljačka ravnina (ili barem dio podataka) dijeljena između IP i fotoničkog sloja tako je fotonički sloj sposoban na temelju stvorenih optičkih paketa ostvariti komunikaciju s ispravnim čvorom. Daljnje granice optičke mreže i električkog klijenta nestat će izravnim IP adresiranjem optičkih komponenti mreže čime će IP iz električkog migrirati u optički protokol uz potrebne izmjene.

Osnovna ideja ovog rada bilo je analiziranje optičke komutacije paketa s mrežnog gledišta. Predložene su arhitekture čvorova i komunikacija među njima te su analizirane performanse takvog sustava. Identificirani su osnovni implementacijski problemi vezani uz nezrelost tehnologije te analizirane različite arhitekture čvorova koje samom fizičkom strukturom omogućuju podršku kvaliteti usluge. Uz to analizirana su i upravljačka te protokolna rješenja koja omogućuju bolje performanse komunikacije u vidu smanjenja vjerojatnosti gubitka paketa i povećanja propusnosti.

Posebna pažnja usmjerena je na projektiranje i dimenzioniranje optičke mreže s komutacijom paketa. Predložene su metode za dimenzioniranje uz ograničenja opterećenja kanala, rezervacije dodatnog kapaciteta za otklonsko usmjeravanje, te promjene valnih duljina. Uspoređene su procedure dimenzioniranja mreže s komutacijom paketa i kanala i napravljena usporedba korištene opreme i iskoristivosti. Predložena arhitektura transportnih entiteta mreže s komutacijom paketa služila je kao osnova za proračun raspoloživosti mreže koja je uspoređena s raspoloživošću mreže s komutacijom kanala. Performanse mreža računane su korištenjem analitičkih i simulacijskih postupaka. Analize su provedene na razni čvora te referentnih topologija Cost 266 projekta.

Optička komutacija paketa još je daleko od implementacijske faze zbog nezrelosti i cijene tehnologije. Možda je važniji razlog još uvijek korisnik i njegova potražnja za uslugama kao glavni pokretač ideje višeuslužne mreže. Nagla evolucija Interneta još je uvijek ograničena na mali dio svjetske populacije koja još uvijek nije spremna, odnosno nema potrebe, za evolutivnim korakom koji pruža višeuslužna mreža velikog kapaciteta u svakom domu. Današnji kapaciteti i mala dinamika optičke mreže stoga još uvijek zadovoljavaju potrebe korisnika koje su uglavnom ograničene na usluge poput WWW i elektroničke pošte. Optička komutacija kanala će u svakom slučaju dalje evoluirati uvođenjem dinamičkog upravljanja i prospajanja, te ne treba očekivati njezinu zamjenu s optičkom komutacijom paketa. Kao prijelazni korak javit će se hibridi poput optičke komutacije snopova, no stupanj njihove migracije će prije svega ovisiti o potrebi korisnika. Danas su hibridi prihvatljivije rješenje od komutacije paketa zbog lakše implementacije no brzina daljnjeg razvoja tehnologije je prije svega uvjetovana potražnjom za uslugama. Zbog toga će optička komutacija paketa više ovisiti o ekonomiji a ne o zrelosti tehnologije. Danas je teško predvidjeti do kojeg stupnja i u kojem obliku će komutacija paketa zaživjeti no to će zasigurno biti u obliku suživota s ostalim komutacijskim tehnologijama. Buduća mreža će se pretvoriti u mrežu s aplikacijskim slojem, IP-em i inteligentnim fotoničkim slojem u viskom stupnju integracije. Rezultat će biti sloj koji ima na raspolaganju sve prednosti inteligencije danas ugrađene u elektroniku, brzine i kapaciteta optike, te mehanizme komutacije koji će se koristiti ovisno o željenoj kvaliteti usluge.



# Dodatak

## *Popis skraćenica*

<b>Skraćenica</b>	<b>Objašnjenje</b>
<b>(D)WDM</b>	(Dense) Wavelength Division Muxing
<b>(G)MPLS</b>	Generalized MultiProtocol Label Switching
<b>(GC-)SOA</b>	(Gain-Clamped) Semiconductor Optical Amplifier
<b>(T)WC</b>	(Tuneable) Wavelength Converter
<b>3R</b>	Reamplification, reshaping, retiming
<b>ACTS</b>	Advanced Communications Technology and Services
<b>ASE</b>	Amplifier Spontaneous Emission
<b>ASON</b>	Automatically Switched Optical Network
<b>ASWN</b>	Automatic Switched optical WDM network
<b>ATM</b>	Asynchronous Transfer Mode
<b>ATMOS</b>	Asynchronous Transfer Mode Optical Switching
<b>AWG</b>	Arrayed Waveguide Grating
<b>BER</b>	Bit Error Rate
<b>bps</b>	bit per second
<b>CLR</b>	Cell Loss Ratio
<b>CoS</b>	Class of Service
<b>CSR</b>	Cell Success Ratio
<b>EDFA</b>	Erbium Doped Fiber Amplifier
<b>FDL</b>	Fiber Delay Lines
<b>IP</b>	Internet Protocol
<b>KEOPS</b>	KEys to Optical Packet Switching
<b>LAN</b>	Local Area Network
<b>MAN</b>	Metropolitan Area Network
<b>MEMs</b>	Micro Electro Mechanical Systems
<b>MSS</b>	Maximum Segment Size
<b>MTU</b>	Maximum Transfer Unit

<b>MZI</b>	Mach-Zehnder Interferometer
<b>OBS</b>	Optical Burst Switching
<b>OCS</b>	Optical Circuit (Channel) Switching
<b>OPS</b>	Optical Packet Switching
<b>OTN</b>	Optical Transport Network
<b>OXC</b>	Optical Cross Connect
<b>P&amp;R</b>	Protection and Restoration
<b>PDH</b>	Plesiochronous Digital Hierarchy
<b>PLR</b>	Packet Loss Ratio
<b>PoS</b>	Packet over Sonet/SDH
<b>PoW</b>	Packet over Wavelength
<b>PWN</b>	Passive Optical Network
<b>QoS</b>	Quality of Service
<b>RACE</b>	Research and Development in Advance Communications
<b>RAM</b>	Random Access Memory
<b>SCM</b>	SubCarrier Multiplexing (Modulation)
<b>SDH</b>	Synchronous Digital Hierarchy
<b>SLA</b>	Service Level Agreement
<b>SONET</b>	Synchronous Optical NETWORK
<b>TDM</b>	Time Division Multiplexing
<b>WAN</b>	Wide Area Network

# Literatura

- [1] [http://www.iee.org/OnComms/pn/photonics/rhk\\_lhton\\_jun2001.pdf](http://www.iee.org/OnComms/pn/photonics/rhk_lhton_jun2001.pdf)
- [2] <http://www.ist-optimist.org/>
- [3] Yoo, M. and C. Qiao, "Just-enough-time (JET): a high speed protocol for bursty traffic on optical networks", *Proc. IEEE/LEOS Technologies for a Global Information Infrastructure*, pp. 26-27, Aug. 1997.
- [4] Xiong, Y., M. Vandenhouste and H. Cankaya, "Design and Analysis of optical burst-switched networks", *Proc. SPIE'00*, Boston, MA, 3843, pp. 112-119, Sept. 1999.
- [5] Yao, S., B. Mukherjer, and S. Dixit, "Advances in Photonic Packet Switching: An Overview", *IEEE Communications Magazine*, 38(2), 2000, pp. 84-94.
- [6] Tucker, S., W. De Zhong, "Photonic Packet Switching: An Overview", *IEICE Trans. Commun.*, E82-B (2), pp. 254-264.
- [7] Caspian Networks, "Integrating Optical Technology Into Today's Packet-Switched Networks", *white paper*
- [8] Rosen, E., A. Viswanathan, and R. Callon, "Multiprotocol Label Switching Architecture", draft-ietf-mpls-arch-07.txt, July 2000, work in progress
- [9] Banerjee, A. *et al.*, "Generalized Multiprotocol Label Switching, An Overview of Routing and Management Enhancements", *IEEE Communications Magazine*, 39(7), 2001, pp. 144-150.
- [10] Ashwood-Smith, P. *et al.*, "Generalized MPLS - Signaling Functional Description," Internet Draft, draft-ietfmpls-generalized-signaling-00.txt, Nov. 2000.
- [11] Leland, W. E., M. Taqqu, W. Willinger, D. V. Wilson, "On the Self-Similar Nature of Ethernet Traffic," *Proc. SIGCOM'93*, San Francisco, California, pp. 183-193, 1993
- [12] Willinger, W., M. Taqqu, R. Sherman, and D. Wilson, "Self-similarity through highvariability: statistical analysis of Ethernet LAN traffic at the source level", *Proc. ACM Sigcomm'95*, pp. 100-113.
- [13] Paxson, V. and S. Floyd, "Wide-area Traffic: The Failure of Poisson Modeling," *IEEE/ACM Transactions on Networking*, June 1995, pp. 226-244.
- [14] Gabriagues, J.M., J.B. Jacob, "Photonic ATM switching matrix based on wavelength routing", *Proc. Photonics in Switching*, pp.2H2, 1992.
- [15] Benoit, J., "ATMOS ATM Optical Switching, Project Summary", Technical Report R2039, RACE, January 1997.
- [16] Sasayama, K. *et al.*, "FRONTIERNET: Frequency-routing-type time-division interconnection network", *IEEE J. Lightwave Technol.*, 15(3), 1997, pp. 417-429.
- [17] Chiaroni, D. *et al.*, "Physical and Logical Validations of a Network Based on All-Optical Packet Switching systems", *Journal of Lighthwave Technology*, 16(12), 1998, pp. 2255-2264.
- [18] Chiaroni, D. *at al.*, "KEOPS Final Report. ACTS Project KEys to Optical Switching AC043", September 1998.
- [19] Hunter, D.K. *et al.*,: "WASPNET: A Wavelength Switched Packet Network", *IEEE Communications Magazine*, 37(3), 1999, pp. 120-129.

- [20] Ogazi, M., R. I. Killey and A. Rafel, "Routes towards enabling Optical Packet Networks", *Proc. London Communications Symposium*, 2002.
- [21] Bruce, E., *IEEE Spectrum* 39, 2, Feb. 2002, pp. 35 -39
- [22] Ramaswami, R., K. Sivarajan, "Optical Networks: A Practical Perspective", Morgan Kaufmann Publishers, 1998
- [23] Chan, C. K., K. L. Sherman and M. Zirngibl, "A Fast 100-Channel Wavelength-Tunable Transmitter for Optical Packet Switching", *IEEE Photonics Technology Letters*, 13(7), 2001.
- [24] Intune technologies: [www.intune-technologies.com](http://www.intune-technologies.com)
- [25] Fish, G.A., "Monolithic, Widely-Tunable, DBR Lasers". [www.agility.com](http://www.agility.com)
- [26] Buus, J.: "Tunable lasers lock on as opportunity knocks", *Fibre Systems Europe* 6(4), 2002, pp. 24-26.
- [27] Shrikhande, K *et al.*, "Performance demonstration of a fast-tunable transmitter and burst-mode packet receiver for HORNET", *Proc. OFC'01* (vol.4. paper ThG2 -T1-3).
- [28] Caponio, N. P., A. M. Hill, R. Sabella: "Switchless optical networks for advanced transport architecture", *Lasers and Electro-optics Society Annual Meeting, Proc. LEOS'98*, vol. 1, pp. 358-359.
- [29] Assi, M. C., *et al.*, "Impact of wavelength converters on the performance of optical networks", *Optical Networks Magazine*, March/April 2002, pp. 22-30.
- [30] Stubkjaer, K. E., "Semiconductor optical Amplifier-based All-optical Gates for High-speed Optical Processing", *J. Sel. Quant. Elec.*, vol 6, 2000, pp. 1428-35.
- [31] White, I. *et al.*, "Wavelength Switching Components for Future Photonic Networks", *IEEE Communication Magazine*, 40(9), 2002, pp. 74-81.
- [32] Murphy, T. *et al.*, "A Strictly Non-Blocking 16x16 Electrooptic Switch Module", *Proc. ECOC'00*, Vol. 4, pp. 93-94, 2000.
- [33] Shekel, E. *et al.*: A 64x64 fast optical switching module, *Proc OFC'02*, TuF3.
- [34] <http://advanced.comms.agilent.com/insight/2001-08/TestingTips/1MxdPktSzThroughput.pdf>
- [35] Mike, J. O' Mahony, D. Simeonidou, D. K. Hunter, A. Tzanakaki, "The application of optical packet switching in future communication networks", *IEEE Communication Magazine*, 39(3), 2001, pp. 128-135.
- [36] Xue, F., S. Yao, B. Mukherjee and S. J. B. Yoo, "The performance improvement in optical packet-switched networks by traffic shaping of self-similar traffic", *Proc. OFC'02*, Mar., 2002.
- [37] Gripp, J. *et al.*, "Demonstration of a 1.2 Tb/s Optical Packet Switch Fabric (32 \* 40 Gb/s) based on 40 Gb/s Burst-Mode Clock-Data-Recovery, Fast Tunable Lasers, and a high-performance NxN AWG", *Proc. ECOC'01*, Th.A.4. postdeadline.
- [38] Hunter, D. K., M. C. Chia, and I. Andonovic, "Buffering in optical packet switches", *J. Lightwave Technol.*, 16(12), 2081 -2094.
- [39] Chiraroni, D. *et al.*, "Experimental validation of an all-optical network based on 160 Gbit/s throughput packet switching nodes", *Proc. ECOC'98*, pp. 573-574.
- [40] Sahri, D. *et al.*, "A Highly integrated 32-SOA gates optoelectronic module suitable for IP multi-terabit optical packet routers", *Proc. OFC '01*, PD32.

- [41] Zang, H., J. P. Jue and B. Mukherjee, "Capacity Allocation and Contention Resolution in a Photonic Slot Routing All-Optical WDM Mesh Network", *Journal of Lightwave Technology*, 18(12), 2000, 1728-1741.
- [42] Lackovic, M. and R. Inkret, "Network Design, Optimization and Simulation Tool *Cosmos*", *Proc. WAON'01* (Zagreb, Croatia, June 13-14, 2001), 37-44.
- [43] ITU-T G.813, "Timing characteristics of SDH equipment slave clocks (SEC)"
- [44] Lacković, M., "Analiza performansi mreže za prijenos IP datagrama preko optičke transportne mreže s valnim multipleksom", diplomski rad, FER 2002.
- [45] Inkret, R., A. Kuchar and B. Mikac, (editors) "Advanced Infrastructure for Photonic Networks", extended final report of Cost 266 action, Faculty of Electrical Engineering and Computing, Croatia, 2003.
- [46] Ljolje, M., "Oblikovanje optičke transportne mreže s valnim multipleksom za prijenos IP datagrama" diplomski rad, FER 2001.
- [47] Inkret, R., "Availability Modelling of Multi-Service All-Optical Transmission Network, PhD thesis", work in progress, due July 2004.
- [48] Pehar, D., "Programski sustav za oblikovanje optičkih transportnih mreža", diplomski rad, FER 2002.
- [49] Eppstein, D. "Finding the k shortest paths", *Proc. 35<sup>th</sup> Symp. Foundations of Computer Science*, IEEE, 1994, pp. 154-165.
- [50] Sinnott, R. W., "Virtues of the Haversine", *Sky and Telescope*, 68 (2), 1984, p. 159.
- [51] Danielsen, S.L., et al., "WDM Packet Switch Architectures and Analysis of the Influence of Tuneable Wavelength Converters on Performance", *Journal of Lightwave Technology*, 15(2), 1997.
- [52] Tarongi, D., J. Ehrensberger, S. Kessler and C. Bungarzeanu, "Computer Aided Network Planning Cockpit CANPC", *Proc. of WAON'01*, June 13-14, 2001, Zagreb, Croatia, pp. 45-50.
- [53] Mikac, B. and Inkret R.: "Availability Model of WDM Optical Networks". *Proc. of DRCN 2000*, (Munich, Germany, April 9-12, 2000), pp. 80-85.
- [54] Inkret R., M. Lacković, B. Mikac, "WDM Network Availability Performance Analysis for the COST 266 Case Study Topologies", *Proceedings of ONDM'03* (Budapest, Hungary, February 3-5, 2003.), 1201-1221.
- [55] Abraham, J.A. "An improved algorithm for network reliability", *IEEE Transactions on Reliability*, R-28:58--61, April 1979.
- [56] Karol, M.J., "A Shared-Memory Optical Packet (ATM) Switch", *Proc. 6th IEEE Workshop on Local and Metropolitan Area Networks*, 1993, pp. 205-211.
- [57] Huang, A., "STARLITE: A wideband digital switch", *Proc. GLOBECOM'84*, Atlanta, GA, paper 5.3, pp. 121-125.
- [58] Tancevski, L. et al., "Optical routing of asynchronous, variable length packets", *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 18(10), 2000, pp. 2084 -2093
- [59] Tancevski, L. et al., "A new scheduling algorithm for asynchronous variable length IP traffic incorporating void filling", *Proc. OFC/IOOC '99, Technical Digest*, 3, 21-26 Feb. 1999, pp. 180 -182.
- [60] Callegati, F., "On the design of optical buffers for variable length packet traffic",

- Proc. of Ninth International Conference on Computer Communications and Networks*, 2000., 16-18 Oct. 2000, pp. 448 -452.
- [61] Callegati, F., W. Cerroni, , "Wavelength allocation algorithms in optical buffers", *Proc. ICC 2001*, vol. 2 , 11-14 June 2001, pp. 499 -503.
- [62] Bononi, A., G. A. Castañón and O. K. Tonguz, "Analysis of hot-potato optical networks with Wavelength conversion," *J. Lightwave Technol.*, 17, 1999, pp. 525-534.
- [63] Callegati, F. *et al.* "Exploitation of DWDM for Optical Packet Switching with Quality of Service Guarantees", *IEEE Journal On Selected Areas in Communications*, 20(1), 2002, pp. 190-201.
- [64] Runngren, R., R. Ayani, "A comparative study of parallel and sequential priority queue algorithms", *ACM Trans. Model. Comput. Simul.*, 7(2), 1997, pp. 157-209.
- [65] Floyd, S. and V. Jacobson, "Link-sharing and resource management models for packet networks", *ACM Trans. Networking*, 3(4), 1995, pp. 365-386.
- [66] Yoo, M., C. Qiao, and S. Dixit, "QoS performance of optical burst switching in IP-over-WDM networks", *IEEE JSAC*, 18(10), 2000, pp. 2062-2071.
- [67] Paxton, V. "Fast Approximation of Self-Similar Network Traffic", Laurence Berkeley Lab., University of California, Berkeley, LBL-36750, April 1995.
- [68] De Maesschalck, *et al.*, "Pan-European Optical Transport Networks: an Availability-based comparison", *Photonic Network Communications*, vol. 5(3), pp. 203-225.
- [69] Dwivedi, A., R Wagner, "Traffic model for USA long-distance optical network", *Proc. of Optical Fiber Communication Conference 20000* (Baltimore, USA, March 2000), Vol 1, TuK1-1.
- [70] <http://www.odci.gov/cia/publications/factbook/indexgeo.html>
- [71] [http://www.census.gov/epcd/cbp/images/cbp\\_hist.gif](http://www.census.gov/epcd/cbp/images/cbp_hist.gif)
- [72] [http://cyberatlas.internet.com/big\\_picture/geographics](http://cyberatlas.internet.com/big_picture/geographics)
- [73] <http://www.infoworld.com/cgi-bin/displayStory.pl?features/990510mids.htm>

# Sažetak

U radu je analizirana paradigma optičke komutacije paketa. Analiza je provedena sa stanovišta potrebne tehnologije za implementaciju čvorova te mrežnih rješenja koja koriste optičku komutaciju paketa. Predložen je model čvora i mreže podložan analizi korištene opreme, te računanju performansi korištenjem analitičkih i simulacijskih postupaka.

Rad obuhvaća sve korake analize mreže od njezinog dizajna i dimenzioniranja, preko optimizacije do analize performansi. Predložena je metoda dimenzioniranja optičke paketske mreže korištenjem zadane topologije i ulaznih prometnih zahtjeva. Korišten je prometni model i analizirane su topologije predložene u projektu COST 266. Razvijena je hijerarhija transportnih entiteta koji opisuju komunikaciju u mreži a služe kao osnova za daljnju optimizaciju mreže u cilju smanjenja troškova povećanjem iskoristivosti kanala te analizu performansi. Posebna je pažnja usmjerena usporedbi dimenzioniranja optičke mreže s komutacijom paketa i kanala.

Analiza performansi bila je usmjerena na čvor i mrežu te je uključivala vjerojatnost gubitka paketa, kašnjenje i propusnost. Fleksibilnost razvijenog objektno-orijentiranog modela u programskom pomagalu *Cosmos* omogućila je analizu utjecaja pojedinih elementa čvora od ulazne agregacije i zadržavanja paketa, preko utjecaja promjene valnih duljina do efikasnosti optičkih spremnika s linijama za kašnjenje. Efikasnosti optičkih spremnika povećana je projektiranjem osnovne duljine linije za kašnjenje te promjenom algoritma odabira izlaznog kanala. Analize mreže obuhvatile su sinkronu komunikaciju ćelijama te asinkronu komunikaciju paketima promjenjive duljine. Sinkroni ćelijski prijenos analiziran je i analitički. Performanse su analizirane sa stanovišta utjecaja opterećenja na efikasnost nekog mehanizma te pod stvarnim prometnim opterećenjima COST 266 topologija.

Uz performanse komunikacije analizirana je i raspoloživost mreže korištenjem ON/OFF modela raspoloživosti komponenata. Razvijene su analitičke i simulacijske metode proračuna raspoloživosti transportnih entiteta. Uspoređena je raspoloživost optičke paketske mreže s komutacijom kanala i paketa.

Poseban je naglasak stavljen na podršku kvalitete usluge mehanizmima rješavanja sukoba i diferencijacije prioriteta paketa. Mehanizmi rješavanja sukoba obuhvatili su promjenu valnih duljina, otklonsko usmjeravanje i optičko pohranjivanje. Diferencijacija usluga podržana je arhitekturom čvora i algoritmima rješavanja sukoba između različitih prioriteta. Obuhvaćeno je nekoliko pristupa koji se razlikuju svojom složenošću implementacije i efikasnošću.

Generatori prometa i prometni modeli obrađeni su sa stanovišta matematičkih i simulacijskih modela kao i utjecaja na vjerojatnost gubitka paketa i kašnjenje. Obuhvaćeni su tradicionalni Poissonov model, jednostavni model usnopljenog prometa te samosličan promet.

## Ključne riječi

optička komutacija paketa, simulacija, objektna-orijentacija, modeliranje, dimenzioniranje, arhitektura čvora, arhitektura mreže, optimizacija, performanse, raspoloživost, prometni model, generator prometa, samosličnost

# Summary

This work analyses the optical packet switching paradigm. The analysis included the technology necessary for optical packet switching node implementation, as well as optical packet switching network architectures. Node and network models susceptible to analytical and simulation performance analysis have been proposed.

The work includes all steps of network analysis from the design and planning phase, over optimization to performance analysis. A network planning procedure using topology and traffic demands as input parameters has been proposed. The traffic model and analyzed topologies have been taken from COST 266 project. A hierarchy of transport entities used to describe a network communication has been structured. The hierarchy serves as the basis for further network optimization aiming to cost reduction by the channel utilization increase, and as a starting point for performance analysis. Optical packet and optical circuit switching network planning procedures have been compared.

The performance has been analyzed on the node and network level including packet loss probability, delay times and throughput. The flexibility of an object-oriented model developed using the *Cosmos* tool enabled capturing of influence of node functional parts like the input aggregation and hold, wavelength conversion and the efficiency of optical buffers with fiber delay lines. The efficiency of optical buffers was increased by planning of the base value of the fiber delay line. The network analysis was focused on synchronous cell communication as well as asynchronous communication with variable length packets. The synchronous cell communication was also described using analytical procedure. The performance has been evaluated by analyzing efficiency of different mechanisms by network load variation, as well as with reference topologies with real traffic.

Along with the communication performances the network availability has been analyzed by using an ON/OFF network component model. Simulation and analytical procedures for transport entity availability calculation have been developed. Availabilities of networks with packet and circuit switching have been compared.

A quality of service mechanisms based on contention resolution and service differentiation have been emphasized. The contention resolution mechanisms included wavelength conversion, deflection routing and optical buffering. Service differentiation has been supported by the node architecture and contention resolution mechanism between different packet priorities. A several solutions differing in implementation complexity and efficiency have been compared.

Traffic generators and models have been analyzed from the mathematical and simulation model aspects, and their influence on packet loss probability and delay has been evaluated. The traditional Poisson model, simple bursty and self-similar model have been included in the analysis.

## Key Words

optical packet switching, simulation, object-orientation, modeling, dimensioning, node architecture, network architecture, optimization, performance, availability, traffic model, traffic generator, self-similarity



# Životopis

Rođen sam 3. kolovoza 1979. godine u Zagrebu. Fakultet elektrotehnike i računarstva Sveučilišta u Zagrebu upisao sam 1997. godine i završio ga diplomiravši na Zavodu za telekomunikacije s diplomskim radom iz područja projektiranja i analize performansi optičkih transmisijskih mreža s komutacijom kanala. U veljači 2002. godine zaposlio sam se na istom zavodu gdje sam radio u zvanju mlađeg asistenta do ožujka 2003. Trenutno sam zaposlen kao asistent u laboratoriju za telekomunikacije EPFL-a (*Telecommunication Laboratory, Swiss Federal Institute of Technology, EPFL-STI-ITOP-TCOM*) u Lausanne, Švicarska. Sudjelovao sam u međunarodnom projektu COST 266. Jedan sam od autora programskog pomagala *Cosmos*.

## Popis radova

1. (2004) M. Lackovic, R. Inkret, "Sensitivity Analysis of Component Failures in the Circuit Switched WDM Network", accepted for publication at ONDM (Ghent, Belgium, Feb. 2-4, 2004).
2. (2003) M. Lackovic, C. Bungarzeanu, "Simulation Issues of Optical Packet Switching Ring Networks", *In Proc. of ESS* (Delft, Netherlands, Oct. 26-29, 2003), 481-487.
3. (2003) M. Lackovic, M. Ljolje, R. Inkret, "TSAR - Tool for System Availability and Reliability Analysis", *In Proc. of Eurocon* (Ljubljana, Slovenia, Sept. 22-24, 2003).
4. (2003) M. Lackovic, C. Bungarzeanu, "Performance Analysis of Packet Switched All-Optical Networks", *In Proc. of ICTON* (Warsaw, Poland, June 29-July 3, 2003).
5. (2003) M. Lackovic, B. Mikac, "Analytical vs. Simulation Approach to Availability Calculation of Circuit Switched Optical Transmission Network", *In Proc. of ConTel* (Zagreb, Croatia, Jun. 11-13, 2003), 743-750.
6. (2003) M. Lackovic, B. Mikac, V. Sinkovic, "Network Performance Evaluation by Means of Self Similar Traffic Model", *In Proc. of Mipro* (Opatija, Croatia, May 19-23, 2003), 82-87.
7. (2003) M. Lackovic, C. Bungarzeanu, "Planning Procedure and Performance Analysis of Packet Switched All-optical Network", *In Proc. of ONDM 2003*, February 3-5, 2003, Budapest, Hungary, pp. 253-271.
8. (2003) M. Lackovic, C. Bungarzeanu, "An Approach to Planning and Performance Evaluation of Networks Based on Optical Packet Switching", *In Proc. of ONDM 2003*, Feb. 3-5, 2003, Budapest, Hungary, pp. 785-799.
9. (2003) R. Inkret, M. Lackovic, B. Mikac, "WDM Network Availability Performance Analysis for the COST 266 Case Study Topologies", *In Proc. of ONDM 2003*, Feb. 3-5, 2003, Budapest, Hungary, pp. 1201-1220.
10. (2002) M. Lackovic, R. Inkret, M. Mikuc, "An approach to education oriented TCP simulation", in *Proc. of SoftCOM 2002*, Oct. 8-11, 2002, Split-Venice-Ancona-Dubrovnik, pp. 181-185.
11. (2002) M. Lackovic, R. Inkret, B. Mikac, "An Object-oriented Approach to Telecommunication Network Modeling", *In Proc. of ESM*, June 3-5, 2002, Darmstadt, Germany
12. (2002) R. Inkret, B. Mikac, M. Lackovic, "Design for Survivability of All-Optical Networks", *In Proc. of VITEL*, May 13-15, 2002, Portoroz, Slovenia
13. (2002) M. Lackovic, R. Inkret, B. Mikac, "A Modeling Procedure for IP over WDM Transmission Network", *In Proc. of Mipro*, May 20-24, 2002, Opatija, Croatia, pp. 45-50.
14. (2002) M. Lackovic, R. Inkret, B. Mikac, "An Approach to an IP over WDM Transmission Network Modelling", in *Proc. of ICTON*, April 21-25, 2002, Warsaw, Poland, pp. 82-85.
15. (2001) M. Lackovic, R. Inkret, "Network Design, Optimization and Simulation Tool Cosmos", *In Proc. of WAON*, June 13-14, 2001, Zagreb, Croatia, pp. 37-44.