

Analiza performansi krosbar komutacionih uređaja sa baferima u ukrsnim tačkama

Milutin Radonjić¹, Igor Radusinović¹

Ključne riječi: krosbar komutator, srednje kašnjenje, propusnost, vjerovatnoća gubitka

SAŽETAK

Krosbar komutatori predstavljaju jezgro modernih komutacionih uređaja projektovanih za velike brzine prenosa podataka. U poslednje vrijeme je ponovo interesantna arhitektura sa velikim baferima u ukrsnim tačkama, jer zahvaljujući modernoj tehnologiji više nije problem takve bafere realizovati. Prednost ove arhitekture je u odsustvu intenzivne kontrolne komunikacije između linijskih kartica i krosbar raspoređivača, koja postoji kod bafera na ulazima. Sprovedena je analiza za komutacioni uređaj sa 32 porta. U evaluaciji su korišćena četiri algoritma raspoređivanja: longest queue first, round robin, exhaustive round robin i frame-based round robin matching. Posmatrani su uobičajeni parametri za ocjenu performansi komutatora: srednje kašnjenje i vjerovatnoća gubitka. Analiza je vršena u uslovima uniformnog, nebalansiranog i neuniformnog saobraćaja. U najvećem broju slučajeva, longest port first algoritam je pokazao najbolje rezultate. Za slučaj bafera dovoljno velike dužine, pokazuje se da izbor algoritma nema nikakvog uticaja na performanse komutatora.

1. UVOD

Krosbar arhitektura komutatora paketa je jedna od najpopularnijih arhitektura za izradu modernih komutatora paketa velikih brzina. Ona je interesantna za implementaciju zbog svoje jednostavnosti i osobine da nema blokiranja paketa. U najvećem broju slučajeva, u literaturi kao i u dostupnim proizvodima, koriste se krosbar komutatori koji nemaju svoje bafere. U tim slučajevima, skladištenje pristiglih paketa koji čekaju na prosleđivanje prema svojim odredištima obavlja se van samog komutatora. Skladištenje se može vršiti na njegovim ulazima i/ili izlazima.

Najbolje performanse postižu se prilikom skladištenja na izlazima komutatora (tzv. izlazno baferovanje). U tom slučaju svaki pristigli paket se odmah prosleđuje kroz komutator prema svom izlazu i smješta u odgovarajući bafer u kome čeka trenutak napuštanja komunikacionog uređaja. To znači da nema opasnosti od nagomilavanja paketa na ulazu ili unutar komutacione matrice. Međutim, izlazno baferovanje iziskuje da komutaciona matrica radi N puta brže od brzine pristizanja paketa, ako je N broj portova.

¹ Elektrotehnički fakultet, Univerzitet Crne Gore, Bulevar Džordža Vašingtona bb, Podgorica, Crna Gora

Ovo ga čini veoma nepogodnim za implementaciju komunikacionih uređaja velikih brzina ili uređaja sa velikim brojem portova.

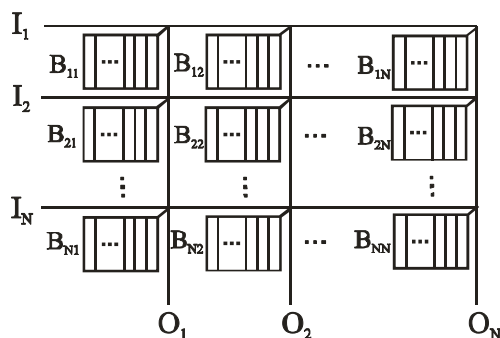
Za razliku od izlaznog, ulazno baferovanje je veoma jednostavno za implementaciju, ali se kod njega javlja ograničenje u maksimalnoj propusnosti koja pri punom opterećenju i beskonačnom broju ulaza iznosi 58,6% [1]. Razlog za ovakav ozbiljan nedostatak leži u tzv. head-of-line (HOL) efektu. Naime, ukoliko prvi paket u redu čekanja na nekom ulaznom portu ne može biti prosleđen prema svom izlazu, on će onemogućiti prosleđivanje ostalih paketa u istom baferu koji su namijenjeni drugim izlazima, iako su oni možda slobodni. Za prevazilaženje ovog problema predložene su mnoge tehnike, među kojima je najbolje performanse pokazala tehnika virtual output queuing (VOQ) [2], tj. tehnika sa virtualnim izlaznim baferovanjem. Ovom tehnikom se u potpunosti otklanja HOL efekat i problemi vezani sa njim i to bez potrebe za internim ubrzavanjem rada raspoređivača i komutacione matrice. Ovo čini VOQ veoma interesantnim za realizaciju veoma brzih komutatora paketa. VOQ arhitektura je intenzivno proučavana u dostupnoj literaturi [3] - [7] i pokazuje bolje performanse od bilo koje poznate arhitekture baferovanja na ulazu.

Pored svih prednosti koje VOQ arhitektura demonstrira, postoji i ozbiljan nedostatak. Naime, neophodna je intenzivna komunikacija između linijskih kartica i raspoređivača u svrhu razmjene kontrolnih informacija, što čini jednu zatvorenu komunikacionu petlju sa velikom brzinom komunikacije. Tako intenzivna komunikacije se može realizovati bez velikog uticaja na ukupne performanse uređaja ako su linijske kartice veoma blizu komutatoru (recimo u istom komunikacionom ormaru). Međutim, u modernim mrežnim arhitekturama uobičajeno je da linijske kartice budu prilično udaljene od komutatora i kontrolna komunikacija više ne može biti tako brza. Jedno od rješenja ovog problema bi moglo biti povećanje vremena predviđenog za prenos pojedinog paketa. Ovo rješenje bi vodilo ka lošijim performansama komunikacionog uređaja [8], te kao takvo nije prihvatljivo. Drugo rješenje bi moglo biti da se, pored VOQ, u ukrsnim tačkama krosbar matrice implementiraju baferi male veličine (veličine jednog paketa) i taj je pristup poznat kao CICQ (Combined Input and Output Queuing) [9]. Na ovaj način se ublažava, ali ne i eliminiše problem sa intenzivnom kontrolnom komunikacijom između linijskih kartica i raspoređivača.

Nedavno je predložena arhitektura [10] u kojoj se baferovanje vrši samo u ukrsnim tačkama krosbar matrice, tzv. CQ (Crosspoint Queued) arhitektura. Kod CQ komutatora, kao što se može vidjeti na slici 1, kompletno baferovanje je premješteno sa linijskih kartica na komutacionu matricu. To u praksi znači da se baferi i komutator mogu realizovati na istom čipu. Pošto nema redova čekanja u linijskim karticama, nema ni kontrolnih uređaja za njihovo upravljanje. Znači da je i realizacija linijskih kartica u ovom slučaju jednostavnija.

Svaki bafer u ukrсноj tački (Bij) sadrži paket koji je stigao preko ulaza i a namijenjen je izlazu j . Dolazni paket stiže direktno u odgovarajući bafer u ukrсноj tački, bez bilo kakve kontrolne komunikacije sa raspoređivačem. Ako je bafer u ukrсноj tački pun, dolazni paket se jednostavno odbacuje. U suprotnom, dolazni paket se smješta u odgovarajući bafer, na red čekanja da bude prosleđen. U svakom vremenskom slotu raspoređivač bira po jedan od zauzetih bafera za svaki izlaz, te prosleđuje njegov vodeći paket ka izlaznoj linijskoj kartici. Biranje se obavlja prema nekom od poznatih algoritama [9]. U [10] je pokazano da CQ komutator može upravljati paketima bez stalnog oslanjanja na trenutno stanje linijskih kartica kao i kompleksnog centralizovanog raspoređivača.

Dakle, nema više potrebe za kontrolnom komunikacijom između linijskih kartica i komutatora. Takođe je pokazano da je CQ komutator moguće lagano realizovati na samo jednom čipu. Ograničenje predstavlja broj pinova čipa koje je potrebno fizički postaviti, a ne veličina poluprovodničkog materijala na kome se realizuje elektronika.



Slika 1. Arhitektura CQ komutatora paketa

Nadalje, pokazano je da CQ komutator može postići propusnost blisku propusnosti idealnog komutatora sa izlaznim baferovanjem, u uslovima uniformnog Bernoulli-evog i neuniformnog log-dijagonalnog saobraćaja, za bafere većih dužina [10]. Autori su, takođe, prikazali izraz za srednje kašnjenje u zatvorenoj formi za uniformni saobraćaj i jediničnu dužinu bafera u ukrsnim tačkama. Nisu prikazani simulacioni dijagrami niti na taj način analizirani ostali parametri značajni za ocjenjivanje rada komutatora paketa. To je bio razlog da se pristupi daljoj evaluaciji CQ komutatora, analizirajući ostale relevantne parametre u različitim uslovima saobraćaja. Osim standardnog uniformnog saobraćaja, korišćen je tzv. IBP (Interrupted Bernoulli Process) saobraćaj (poznat i kao "bursty") i nebalansirani model saobraćaja [9]. Posebna pažnja je posvećena uticaju dužine bafera na performanse CQ komutatora.

U poglavlju 2 je uveden simulacioni model komutatora i navedeni algoritmi korišćeni u simulacijama. Rezultati simulacija, u vidu srednjeg kašnjenja i vjerovatnoće gubitka, za sva tri analizirana modela saobraćaja, dati su u poglavlju 3. Na kraju su iznesena zaključna razmatranja.

2. SIMULACIONI MODEL CQ KOMUTATORA

Prilikom analize komutatora paketa uobičajena je pretpostavka da su dolazni paketi jednake dužine i takvi paketi se nazivaju ćelijama. To znači da se segmentacija komunikacionih paketa koji dolaze na ulaze komunikacionih uređaja na pakete jednake dužine, a kasnije i njihova rekonstrukcija na izlazu uređaja, vrše van samog komutatora [11]. Vrijeme se posmatra podijeljeno u jednake vremenske slotove, koji odgovaraju vremenu potrebnom da se kroz komutator prenese jedna ćelija. Svaki vremenski slot je konceptualno podijeljen u dvije faze:

- Faza dolaska, kada paketi dolaze na ulazne linije komutatora i smještaju se u odgovarajuće bafere u ukrsnim tačkama, ako baferi nisu puni.

- Faza odlaska, kada paketi napuštaju komutator. Za svaki izlaz raspoređivač izabira jedan od bafera i njegov vodeći paket prosleđuje kroz komutacionu matricu prema izlaznoj linijskoj kartici.

Ovdje su analizirani sledeći algoritmi raspoređivanja: Longest Queue First (LQF) [2], Round Robin (RR) [12], Exhaustive Round Robin (ERR) [13] i Frame-based Round Robin Matching (FRRM) [5]. U uslovima nekog jako neuniformnog saobraćaja LQF i ERR algoritmi mogu unijeti zapostavljanje ulaza sa saobraćajem niskog intenziteta. To znači da paketi koji se nalaze u redu čekanja mogu tamo ostati veoma dugo, a u posebno nepovoljnim saobraćajnim oblicima može se desiti da nikad ne dođu na svoje odredište. To je razlog proširivanja liste analiziranih algoritama u [10] i uvođenja u analizu FRRM algoritma koji ne pati od problema zapostavljanja. Kako bi analiza bila potpunija i dobijeni rezultati se lakše upoređivali, izvršena je i simulacija za izlazno baferovanje (OQ – output queuing).

3. SIMULACIONI REZULTATI

Simulacije za uniformni saobraćaj vršene su za različite vrijednosti ulaznog opterećenja p . U opsegu 0,01 (umjesto 0 što bi značilo da uopšte nema saobraćaja) do 0,9 korak simulacije je 0,1. Pošto je opseg od 0,9 do 1 naročito interesantan, tu je korak u simulaciji 0,01, da bi se preciznije analiziralo ponašanje komutatora.

Kod IBP saobraćaja simulirane su iste vrijednosti ulaznog opterećenja, ali za nekoliko vrijednosti tzv. burst-a (B_s): 2, 4, 8, 16, 32 i 64. Za $B_s=1$, IBP postaje uniformni Bernoulli-jev i.i.d. saobraćaj.

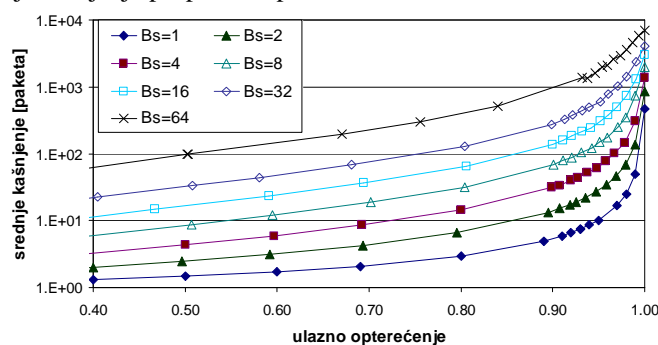
Nebalansirani saobraćaj se posmatra samo za maksimalnu vrijednost ulaznog opterećenja ($p=1$). Parametar koji se mijenja je vjerovatnoća nebalansiranosti (w). Ovaj parametar se posmatra u opsegu 0 do 1 sa korakom 0,1.

Svaka simulacija je obavljena za komutator 32×32 , na milion vremenskih slotova, sa različitim dužinama bafera u ukršnim tačkama. Za potrebe analize uzeti su baferi sledećih dužina (L): 1, 2, 3, 4, 8, 16, 32, 64, 128, 256 i 512. Takođe je razmatran slučaj kad su baferi neograničene dužine. Dužina bafera predstavlja broj ćelija koje je u njega moguće smjestiti. Uporedna analiza između CQ i OQ (output queued – izlazno baferovanje) komutatora vršena je u uslovima jednake veličine memorije predviđene za bafere. To znači da će se kod OQ komutatora uzimati dužina CQ bafera pomnožena sa 32. Ovo je zato što svaki izlaz ima samo jedan bafer za pakete koji stižu sa 32 ulazna porta.

3.1. Analiza srednjeg kašnjenja

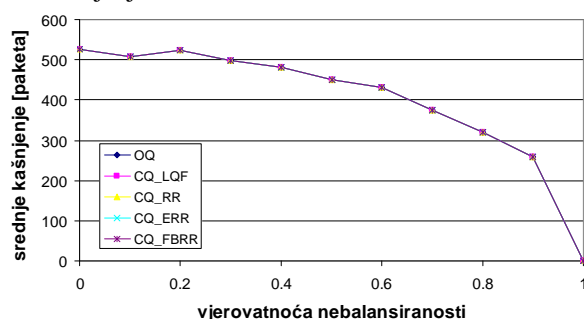
Srednje kašnjenje je parametar koji pokazuje koliko se prosječno prihvaćeni paketi zadržavaju unutar komutatora. Uobičajeno je da se to vrijeme izražava u broju vremenskih slotova potrebnih za prenos jednog paketa (ćelije), a to znači da se može izraziti i u broju paketa koje treba sačekati. Rezultati simulacije za slučaj bafera neograničene dužine, u uslovima uniformnog ($B_s=1$) i IBP saobraćaja, prikazani su na slici 2. Srednje kašnjenje ima potpuno istu vrijednost za sve primijenjene algoritme, pri bilo kojoj vrijednosti parametra B_s . Štaviše, ima iste vrijednosti kao i za slučaj izlaznog baferovanja (OQ). Ovo je dokaz da je primijenjeni simulacioni model ispravan, jer CQ komutator sa neograničenom dužinom bafera, u uslovima work-conserving algoritma raspoređivanja,

zapravo predstavlja OQ komutator. Svi implementirani algoritmi pripadaju klasi work-conserving algoritama, što znači da će paketi biti prosleđivani prema izlazima kad god za to postoji mogućnost. Rezultati pokazuju da saobraćaj sa većom vrijednošću parametra Bs unosi veće srednje kašnjenje pri prenosu paketa.



Slika 2. Srednje kašnjenje pri neograničenim dužinama bafera za uniformni i IBP saobraćaj

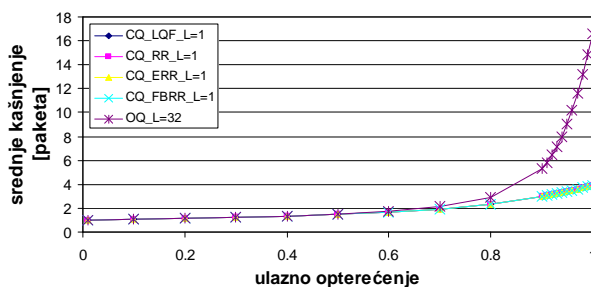
Kod CQ komutatora u uslovima nebalansiranog saobraćaja sa baferima neograničene dužine (slika 3) potvrđuje se ono što je konstatovano i za prethodna dva modela saobraćaja. I ovdje srednje kašnjenje ne zavisi od izabranog algoritma i isto je kao i kod OQ komutatora. Ono što možemo primijetiti jeste da srednje kašnjenje ima veće vrijednosti za manju vjerovatnoću nebalansiranosti. Kako nebalansiranost raste, kašnjenje postaje sve manje, dok za potpunu nebalansiranost ($w=1$) komutator u prenosu paketa praktično nebi unosio kašnjenje.



Slika 3. Srednje kašnjenje za nebalansirani saobraćaj i neograničene dužine bafera

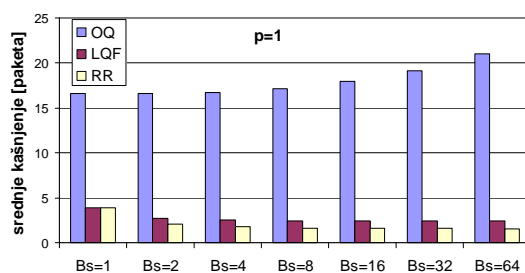
Analiza komutatora za slučaj neograničenih bafera ima samo teorijsku vrijednost, jer hardverska implementacija podrazumijeva bafere ograničene dužine. Zato je mnogo interesantnija analiza sa baferima ograničene dužine. Na slici 4 prikazani su dijagrami srednjeg kašnjenja za CQ komutator sa baferima jedinične dužine ($L=1$) za sve implementirane algoritme, kao i OQ komutator sa odgovarajućom dužinom bafera ($L=32$). Srednje kašnjenje kod CQ komutatora ima skoro identičnu vrijednost za sve upotrijebljene algoritme. Na primjer, kod svih algoritama će srednje kašnjenje za maksimalno ulazno opterećenje ($p=1$) imati vrijednost od približno 3,91. Kod komutatora sa izlaznim

baferovanjem srednje kašnjenje je značajno veće nego kod CQ komutatora, pri većem ulaznom opterećenju ($p > 0,8$). Za maksimalno ulazno opterećenje OQ komutator unosi kašnjenje od 16,58 vremenskih slotova. Ovi podaci bi mogli voditi ka zaključku da CQ pokazuje bolje performanse od OQ komutatora. Međutim, srednje kašnjenje se računa za one pakete koji su prihvaćeni i smješteni u bafere. Da bi se sagledala kompletna slika, potrebno je analizirati vjerovatnoću gubitka paketa. Kako će kasnije biti pokazano, CQ komutator ima značajno veću vjerovatnoću gubitka paketa od OQ komutatora sa identičnim memorijskim prostorom.



Slika 4. Srednje kašnjenje kod uniformnog saobraćaja za slučaj bafera dužine $L=1$

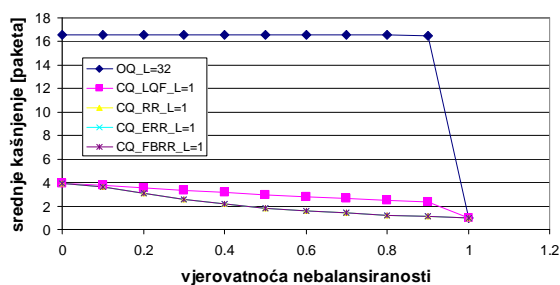
Za IBP saobraćaj će biti analiziran najgori slučaj, odnosno slučaj maksimalnog ulaznog opterećenja ($p=1$), pri svim analiziranim vrijednostima parametra B_s i za sve posmatrane algoritme (slika 5). Sa slike se odmah može uočiti da se situacija unekoliko razlikuje nego u slučaju uniformnog saobraćaja. Naime, očigledno je da u ovom slučaju izbor algoritma ima uticaj na vrijednost srednjeg kašnjenja. Svi analizirani algoritmi zasnovani na round-robin metodi (RR, ERR i FRRM) imaju identično srednje kašnjenje. Međutim, LQF algoritam unosi nešto veće srednje kašnjenje, za sve vrijednosti parametra B_s . Komutator sa izlaznim baferovanjem (OQ) unosi značajno veće kašnjenje od CQ komutatora i to kašnjenje raste sa povećavanjem parametra B_s . I ovdje se mora napomenuti da je ovako veliko kašnjenje posledica većeg broja prihvaćenih paketa u odnosu na CQ komutator iste memorijske veličine.



Slika 5. Srednje kašnjenje u funkciji B_s za IBP saobraćaj pri $p=1$ i $L=1$

Za slučaj nebalansiranog saobraćaja potvrđuje se da OQ komutator unosi daleko veće kašnjenje od CQ komutatora, za sve vjerovatnoće nebalansiranosti osim potpune ($w=1$) kada praktično i nema unošenja kašnjenja u krosbar komutator. Svi RR bazirani

algoritmi unose potpuno identično kašnjenje i ono je nešto niže od kašnjenja koje unosi LQF algoritam.

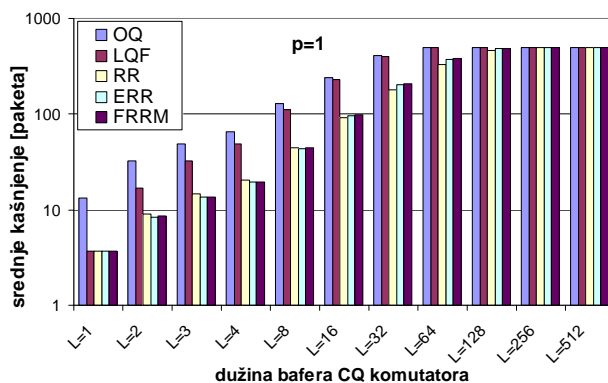


Slika 6. Srednje kašnjenje kod nebalansiranog saobraćaja za $L=1$

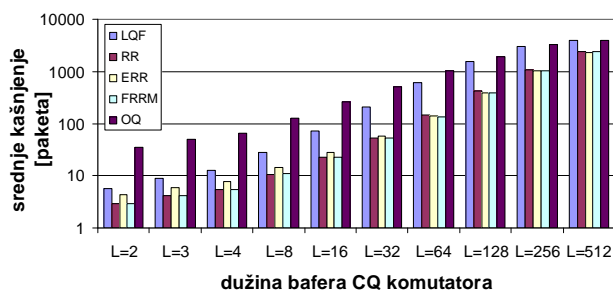
Na osnovu svega prikazanog može se zaključiti da svi RR bazirani algoritmi (RR, ERR i FRRM) unose potpuno identično kašnjenje ukoliko su baferi predviđeni za čuvanje samo jednog paketa ($L=1$), nezavisno od ponuđenog saobraćaja. LQF algoritam unosi nešto veće kašnjenje, ali ipak daleko manje nego što je to slučaj za OQ komutator.

Dalja analiza sadrži performanse komutatora sa baferima većih dužina. Simulacije pokazuju da srednje kašnjenje zavisi od implementiranog algoritma, za uniformni saobraćaj sa baferom dužine 2, pri ulaznom opterećenju $p > 0,6$. Ako se posmatraju duži baferi (npr. $L=32$), razlike među algoritmima se pojavljuju tek kod $p \geq 0,98$. Zato će biti prikazani rezultati pri maksimalnom ulaznom opterećenju ($p=1$), gdje su razlike najuočljivije. Dijagrami srednjeg kašnjenja za sve analizirane algoritme u zavisnosti od dužine bafera u ukršnim tačkama CQ komutatora, pri uniformnom saobraćaju maksimalnog ulaznog opterećenja, prikazani su na slici 7. Radi lakšeg poređenja prikazan je i slučaj jediničnog bafera. RR bazirani algoritmi imaju vrlo bliske vrijednosti srednjeg kašnjenja, a u mnogim slučajevima i identične. Nešto veće kašnjenje unosi LQF algoritam, a najveće OQ komutator. Međutim, to važi za bafere umjerene veličine. Za bafere veličine veće od 128, srednje kašnjenje postaje identično za sve korišćene algoritme i izjednačava se sa kašnjenjem OQ komutatora. To kašnjenje je jednako kašnjenju za bafere neograničene dužine. Dakle, sa stanovišta srednjeg kašnjenja pri uniformnom saobraćaju, simulacija pokazuje da je sasvim dovoljno imati bafere u koje može da se smjesti 128 paketa, za slučaj analiziranog komutatora.

U slučaju IBP saobraćaja, mora se analizirati veliki broj dijagrama jer se kod njega mijenja i parametar Bs. Pošto se kod svih dijagrama mogu uočiti isti trendovi, ovdje će biti prikazan slučaj za $Bs=32$, pri maksimalnom ulaznom opterećenju (slika 8). Analiza dovodi do sličnih zaključaka kao kod uniformnog saobraćaja. OQ komutator unosi najveće kašnjenje za sve vrijednosti dužina bafera. Sledeći po veličini kašnjenja je LQF algoritam, a najmanje kašnjenje unose algoritmi zasnovani na round-robin metodi. Međutim, ovdje RR bazirani algoritmi nemaju identične vrijednosti kašnjenja za sve dužine bafera. Nešto veće kašnjenje unosi ERR algoritam, dok preostala dva daju približno jednake vrijednosti. Ipak, razlike među ovim algoritmima nisu toliko značajne. Za razliku od uniformnog saobraćaja, ovdje postoje razlike među algoritmima čak i pri najvećoj dužini bafera koju smo posmatrali. Generalno gledano, memorijski zahtjevi kod IBP saobraćaja su daleko veći nego kod uniformnog.

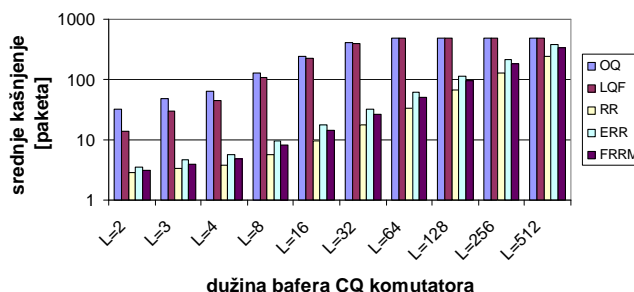


Slika 7. Srednje kašnjenje u funkciji dužine bafera u ukrsnim tačkama CQ komutatora pri uniformnom saobraćaju sa $p=1$



Slika 8. Srednje kašnjenje u funkciji dužine bafera u ukrsnim tačkama CQ komutatora pri IBP saobraćaju sa $B_s=32$ i $p=1$

Kod nebalansiranog saobraćaja se mogu uočiti jasni trendovi, tako da su prikazani samo rezultati za jednu vrijednost vjerovatnoće nebalansiranosti: $w=0,4$ (slika 9). Zaključci su veoma slični onima kod IBP saobraćaja. OQ komutator unosi najveće kašnjenje za sve vrijednosti parametra L (dužina bafera). Sledeći po veličini kašnjenja je LQF algoritam, pri čemu su vrijednosti kašnjenja bliži onima od OQ komutatora nego što je to bilo kod IBP saobraćaja. I ovdje postoji mala razlika među RR baziranim algoritmima, pri čemu FRRM algoritam pokazuje blago lošije performanse od osnovnog RR algoritma. I nebalansirani saobraćaj je memorijski zahtjevan, jer se i pri maksimalno posmatranom baferu primjećuju razlike u performansama između RR baziranih algoritama. Međutim, LQF algoritam ima istu vrijednost srednjeg kašnjenja kao i OQ komutator već sa baferima dužine 64 paketa.



Slika 9. Srednje kašnjenje u funkciji dužine bafera u ukrsnim tačkama CQ komutatora pri nebalansiranom saobraćaju sa $w=0,4$

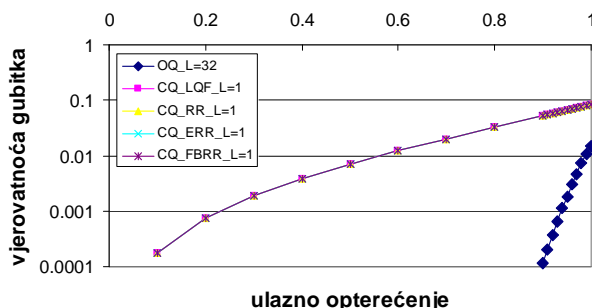
3.2. Analiza vjerovatnoće gubitka

Kao što je već rečeno, srednje kašnjenje nije dovoljan parametar da bi se u potpunosti ocijenilo ponašanje komutatora. Obzirom da se ono računa na osnovu paketa koji su prihvaćeni za prenos kroz komutator, ne daje informaciju o tome koliko je komutator sposoban da vrši prihvata paketa u različitim uslovima saobraćaja. U tu svrhu se analizira vjerovatnoća gubitka koja predstavlja odnos odbačenih i pristiglih paketa za vrijeme trajanja simulacije.

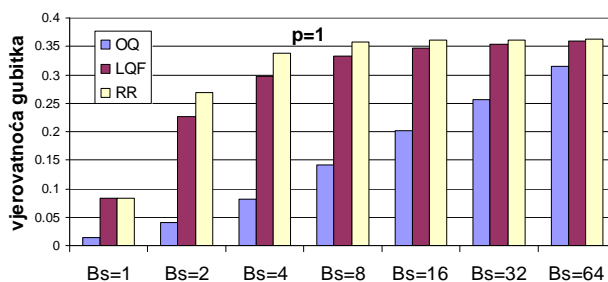
Na slici 10 su prikazani dijagrami vjerovatnoće gubitka kod uniformnog saobraćaja, u funkciji ulaznog opterećenja za slučaj bafera dužine $L=1$ i za sve posmatrane algoritme. Kod CQ komutacionog uređaja vjerovatnoća gubitka ima potpuno istu vrijednost bez obzira na implementirani algoritam. OQ komutacioni uređaj ima znatno manju vjerovatnoću gubitka za sve vrijednosti ulaznog opterećenja. Kao što se sa slike može vidjeti, OQ komutator ne odbacuje pakete sve do ulaznog opterećenja $p=0,9$. Sa povećanjem opterećenja rastu i gubici, ali uvijek značajno manje od CQ komutatora. Ovo je u potpunosti saglasno sa rezultatima dobijenim za srednje kašnjenje. CQ komutator je imao manje vrijednosti srednjeg kašnjenja što je posledica manjeg broja prihvaćenih paketa.

U slučaju maksimalnog ulaznog opterećenja vjerovatnoća gubitka za OQ komutator iznosi oko 0,015, a za CQ komutator (nezavisno od algoritma) oko 0,083. To znači da OQ komutator unosi oko četiri puta više kašnjenja u sistem nego CQ komutator, ali ima oko 5,5 puta manju vjerovatnoću gubitka paketa. Međutim, mora se imati na umu da je OQ komutator veoma nepogodan za hardversku implementaciju za slučaj komutatora sa velikim brojem ulaza i izlaza, zbog zahtjeva za višestruko većom brzinom rada u odnosu na brzinu prenosa paketa na portovima ili internim magistralama komutatora.

Rezultati za vjerovatnoću gubitka sa baferima dužine $L=1$ pri IBP dolaznom saobraćaju prikazani su na slici 11. Kao što je i očekivano, vjerovatnoća gubitka raste sa povećanjem parametra B_s . Sa povećanjem ovog parametra smanjuje se razlika između posmatranih algoritama. OQ komutator ima najmanju vjerovatnoću gubitka za sve vrijednosti B_s , a svi RR bazirani algoritmi imaju jednake vrijednosti. I ovo je u potpunom skladu sa onim što je uočeno kod srednjeg kašnjenja pri IBP dolaznom saobraćaja. Ovim se potvrđuje da veći gubici kao posledicu imaju manje kašnjenje u komutatoru.



Slika 10. Vjerovatnoća gubitka za uniformni saobraćaj u funkciji ulaznog opterećenja pri veličini bafera $L=1$



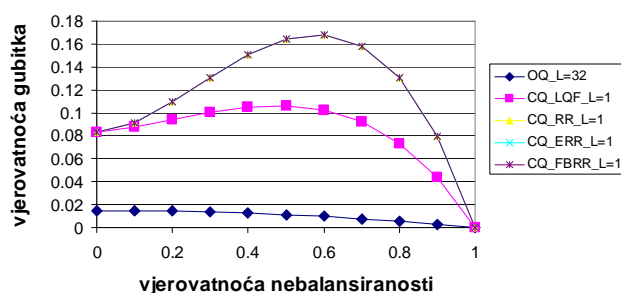
Slika 11. Vjerovatnoća gubitka u funkciji parametra B_s za IBP saobraćaj pri $p=1$ i $L=1$

U slučaju nebalansiranog saobraćaja za bafere jedinične dužine, vrijednosti vjerovatnoće gubitka (slika 12) potvrđuju da svi RR bazirani algoritmi kod CQ komutatora pokazuju identične performanse. Pored toga, unose najveće gubitke, što je i očekivano s obzirom da su imali najmanje srednje kašnjenje. LQF algoritam ima nešto manju vjerovatnoću gubitka, a OQ komutator najmanju.

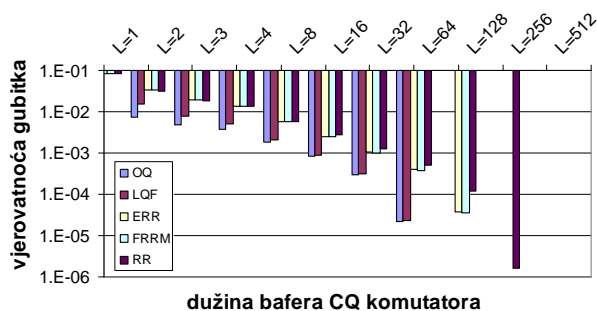
Na osnovu svega izloženog, a uzimajući u obzir složenost implementacije, pokazuje se da CQ komutator sa nekim od RR algoritama predstavlja najozbiljnijeg kandidata za implementaciju, u slučaju bafera dužine $L=1$. Ni u jednom modelu saobraćaja oni ne zaostaju značajno za LQF algoritmom, a mnogo su jednostavniji za realizaciju. OQ komutator sa 32 porta se pri hardverskoj implementaciji ne može ni uzeti u ozbiljan izbor, ako se želi realizacija komutatora velike brzine.

Na slici 13 su prikazane vrijednosti za vjerovatnoću gubitka u uslovima uniformnog saobraćaja pri maksimalnom ulaznom opterećenju ($p=1$), za različite dužine bafera u ukrsnim tačkama. Najbolje performanse pokazuje OQ komutator koji nema izgubljenih paketa već pri $L=128$. Najslabiji je osnovni RR algoritam koji jedini ima gubitke pri $L=256$. Za manje dužine bafera RR bazirani algoritmi imaju približno identičnu vjerovatnoću gubitka, ali u svakom slučaju veću od LQF algoritma koji je u najvećem broju slučajeva vrlo približan OQ komutatoru. Ovako mala vjerovatnoća gubitka kod LQF algoritma je očekivana jer je on jedini od analiziranih algoritama koji vodi računa o stepenu

zauzeća bafera i daje prioritet najzauzetijim. Naravno, OQ komutator ima najmanju vjerovatnoću gubitka jer se kod njega memorija najracionalnije koristi.



Slika 12. Vjerovatnoća gubitka u funkciji vjerovatnoće nebalansiranosti za $p=1$ i $L=1$

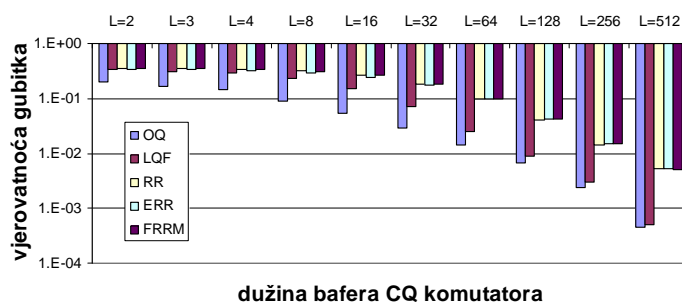


Slika 13. Vjerovatnoća gubitka u funkciji dužine bafera CQ komutatora kod uniformnog saobraćaja pri $p=1$

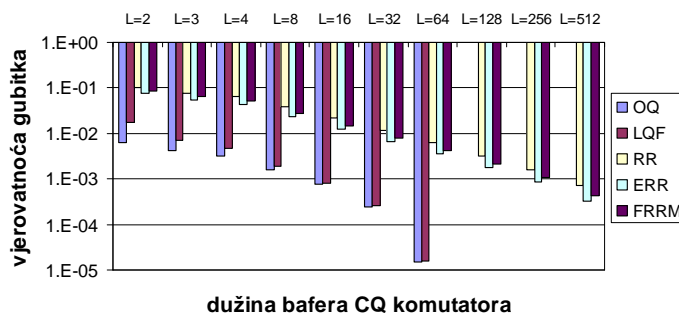
Analiza vjerovatnoće gubitka paketa u uslovima IBP saobraćaja, a za slučaj bafera dužine veće od jedan, proizvodi veliku količinu podataka za čije bi prikazivanje bio neophodan veći broj dijagrama. Za ilustraciju, prikazana je vjerovatnoća gubitka u funkciji dužine bafera pri maksimalnom ulaznom opterećenju ($p=1$) i vrijednosti parametra $B_s=32$ (slika 14). Rezultati pokazuju iste trendove kao i kod uniformnog saobraćaja. OQ komutator ima najmanje gubitke, potom slijedi LQF dok RR bazirani algoritmi imaju najveće i međusobno približne gubitke. Razlika u odnosu na uniformni saobraćaj ogleda se u tome što ovdje postoje (i to značajni) gubici i za velike dužina bafera. Međutim, obzirom na prirodu IBP saobraćaja i uzetu prilično veliku vrijednost parametra B_s , ovakvi rezultati nisu iznenađujući.

I nebalansirani saobraćaj će biti analiziran sa stanovišta vjerovatnoće gubitka pod istim uslovima kao u slučaju srednjeg kašnjenja: maksimalno ulazno opterećenje ($p=1$) sa vjerovatnoćom nebalansiranosti $w=0,4$. Za $L \leq 64$ vjerovatnoća gubitka ima vrlo slične trendove kao kod uniformnog saobraćaja. OQ ima najmanje gubitke, a slijedi ga LQF algoritam. Njihove vrijednosti se približavaju sa povećanjem dužine bafera. Sa baferima u kojima može da se smjesti 128 ili više paketa nema gubitaka u razmatranim simulacionim

scenarijima ni kod OQ komutatora ni kod CQ komutatora sa LQF algoritmom. Razlika je primjetna kod RR baziranih algoritama. Gubici postoje i pri velikim dužinama bafera.



Slika 14. Vjerovatnoća gubitka u funkciji dužine bafera u ukrsnim tačkama CQ komutatora pri IBP saobraćaju sa $B_s=32$ i $p=1$



Slika 15. Vjerovatnoća gubitka u funkciji dužine bafera u ukrsnim tačkama CQ komutatora pri nebalansiranom saobraćaju sa $w=0,4$

Iz prikazanih podataka za neuniformne modele saobraćaja može se zaključiti da postoje međusobne razlike između RR baziranih algoritama, kako kod srednjeg kašnjenja tako i kod vjerovatnoće gubitaka. Kako se i moglo očekivati, ERR algoritam ima nešto manju vjerovatnoću gubitka ali i nešto veće srednje kašnjenje od ostala dva analizirana RR bazirana algoritma. FRRM algoritam u najvećem broju slučajeva pokazuje nešto lošije performanse od ERR, ali bolje od RR algoritma. Pošto FRRM algoritam ne pati od problema zapostavljanja on predstavlja najozbiljnijeg kandidata za hardversku implementaciju.

ZAKLJUČAK

Krosbar komutator sa baferima u ukrsnim tačkama (CQ komutator) posjeduje veoma interesantne karakteristike u poređenju sa ostalim poznatim i prihvaćenim arhitekturama komutatora paketa. Jedna od najvažnijih njegovih prednosti je izmještanje bafera sa linijskih kartica u komutaciono polje. Na taj način se eliminiše intenzivna

kontrolna komunikacija karakteristična za komutatore sa baferima na linijskim karticama. Takođe, na ovaj način se mogu realizovati zatvorena rješenja komutatora u okviru jednog integrisanog kola.

Rezultati su pokazali da u slučaju bafera neograničene (ili jako velike) dužine, vrijednost srednjeg kašnjenja ne zavisi od implementiranog algoritma raspoređivanja paketa, kod svih analiziranih modela saobraćaja. Pokazalo se čak da je vrijednost srednjeg kašnjenja identična kao kod komutatora sa izlaznim baferovanjem (OQ).

Ako se posmatraju baferi ograničene dužine, onda LQF algoritam pokazuje najbolje performanse u najvećem broju slučajeva. Ovo se najjasnije vidi kod bafera manjih dužina. Sa povećanjem dužine bafera postaje manje bitan izbor algoritma, sa stanovišta performansi. Međutim, treba imati u vidu da je LQF algoritam složeniji za implementaciju od RR algoritama i pati od problema zapostavljanja ulaza sa niskim intenzitetom saobraćaja.

Između RR baziranih algoritama, FRRM ima najmanje memorijske zahtjeve. Razlika nije značajna, ali uzimajući u obzir da ovaj algoritam nema problem sa zapostavljanjem ulaza niskog intenziteta saobraćaja, postaje najozbiljniji kandidat za izbor prilikom hardverske implementacije. Ovo opravdava dalji rad na njegovom razvoju i usavršavanju.

Dalji pravci istraživanja u ovoj oblasti usmjereni su na analizu performansi posmatranih komutatora u uslovima neuniformnih modela saobraćaja, kao što su linearni nebalansirani, hot-spot i spekulativni nebalansirani saobraćaj. Osim toga, posebna pažnja će biti usmjerena na hardversku implementaciju algoritma raspoređivanja sa najperspektivnijim karakteristikama.

LITERATURA

- [1] M. J. Karol, M. G. Hluchyj and S. Morgan, "Input vs output queuing on a space-division packet switch," *Proc. GLOBECOM, 1986*, pp. 659-665.
- [2] N. McKeown, "Scheduling algorithms for input-queued cell switches," *Ph.D. dissertation*, UC Berkeley, California, 1995.
- [3] A. Mekkittikul and N. McKeown, "A practical scheduling algorithm to achieve 100% throughput in input-queued switches," *Proc. INFOCOM, 1998*, pp. 792-799.
- [4] D. Banović and I. Radusinović, "Software tool for performance analysis of VOQ switches," *Proc. EUROCON, 2005*, pp. 792-799.
- [5] D. Banović and I. Radusinović, "Scheduling algorithm for VOQ switches," *International Journal of Electronics and Communications*, vol. 62, pp. 455-458, 2008.
- [6] N. H. Liu, K. L. Yeung and D. C. W. Pao, "Scheduling algorithms for input-queued switches with virtual output queuing," *Proc. ICC, 2001*, pp. 2038 - 2042.
- [7] M. Radonjić and I. Radusinović, "Performance analysis of LPF based VOQ crossbar switches," *Proc. EUROCON, 2009*, pp. 1844 - 1851.
- [8] F. Tobajas, R. Esper-Chain, V. Armas, J. Lopez and R. Sarmiento, "Round-trip delay effect on iterative request-grant-accept scheduling algorithms for virtual output queued switches," *Proc. GLOBECOM, 2002*, pp. 1889-1893.
- [9] I. Radusinović, M. Pejanović and Z. Petrović, "Impact of scheduling algorithms on performance of buffered crossbar switch fabrics," *Proc. ICC, 2002*, pp. 2416 - 2420.

- [10] Y. Kanizo, D. Hay and I. Keslassy, "The crosspoint-queued switch," *Proc. INFOCOM*, 2009, pp. 729-737.
- [11] F. Abel, C. Minkerberg, I. Iliadis, T. Engbersen, M. Gusat, F. Gramsamer, et al., "Design issues in next-generation merchant switch fabrics," *IEEE/ACM Transaction on Networking*, vol. 15, pp. 1603–1615, 2007.
- [12] E. Shin, V. Mooney and G. Riley, "Round-robin arbiter design and generation," *Proc. of the 15th international symposium on System Synthesis*, 2002, pp. 243-248.
- [13] Y. Li, S. Panwar and H. J. Chao, "The Dual Round-robin Matching Switch with Exhaustive Service," *Proceedings of IEEE HPSR*, 2002. pp. 58-63.