

NEBLOKIRAJUĆE PAKETSKE MREŽE ZASNOVANE NA BALANSIRANJU SAOBRAĆAJA

Aleksandra Smiljanić
Elektrotehnički Fakultet u Beogradu

Abstrakt: *Neblokirajuće paketske mreže obezbeđuju distribuisanu kontrolu prihvatanja sesija, i samim tim agilnu rezervaciju kapaciteta. Takođe, planiranje neblokirajućih mreža je znatno lakše, jer je potrebna anticipacija samo ulaznog i izlaznog saobraćaja u mrežu i iz mreže, a ne i anticipacija tačne distribucije saobraćaja. Regularne neblokirajuće mreže zahtevaju znatno manje resurse kada koriste balansiranje saobraćaja.*

Ključne reči: *balansiranje saobraćaja, paketsko komutiranje, neblokirajuće mreže*

1. Uvod

Telefonske mreže zasnovane na komutaciji kola nisu dovoljno agilne da podrže raznolik saobraćaj na Internetu. Naime, uspostavljanje veze kroz telefonsku mrežu zahteva ili centralizovanu kontrolu za uspostavljanje veze, ili krenkbek mehanizme koji su spori i neprikladni za komutiranje sesija kratkog trajanja. Agregacija saobraćaja u tokove većih bitskih brzina i dužeg trajanja se takođe ne može primeniti na Internet, zato što individualne sesije mogu da koriste velike kapacitete [6]. Takođe, korisnički parovi koji razmenjuju informaciju su proizvoljni i brzo se menjaju, te je teško ostvariti agregaciju.

S druge strane, rutiranje paketa ponaosob prema OSPF (engl. Open Shortest Path First) ili sličnom algoritmu ne zahteva uspostavljanje veze, i lako se adaptira saobraćaju koji se sastoji iz sesija različitih brzina i trajanja. Algoritmi na bazi najkraće putanje su obezbeđivali uspešnu komunikaciju u početku, dok je Internet bio slabo opterećen. Sa porastom komunikacionog saobraćaja, određene putanje postaju preopterećene dok druge ostaju neiskorišćene, s obzirom da se implementirani algoritmi ne prilagođavaju distribuciji saobraćaja. Iz ovih razloga, nova MPLS (engl. Multi Protocol Label Switching) tehnologija se razvija koja omogućava servis provajderima da usmere suvišan saobraćaj preko alternativnih putanja koje su slabo opterećene [4,5,14]. Istovremeno, Internet saobraćaj osetljiv na kašnjenje se povećava (video konferencije, video na zahtev, Internet radio, veb brauzovanje, igrice itd). MPLS i RSVP (engl.

ReSerVation Protocol) imaju takođe zadatak da obezbede kvalitet servisa tim aplikacijama. Na žalost, MPLS je predodređen na slične probleme kao i komutacija kola, pošto zahteva centralizovanu kontrolu uspostavljanja veza, ili krenkbek mehanizme da bi obezbedio garancije bitske brzine i kašnjenja. Kao i ranije, ovi mehanizmi neće biti dovoljno agilni da podrže veliki broj raznolikih sesija.

Pomenuti problemi bi bili razrešeni u neblokirajućoj mreži sa resursima koji su dovoljni da podrže proizvoljnu distribuciju saobraćaja za zadati ulazni i izlazni saobraćaja mreže. Tačnije rečeno takve mreže bi propustile sav saobraćaj dok god mrežni izlazi nisu preopterećeni. U ovakvoj mreži, pošiljaoc informacije samo treba da proveri

raspoloživost primaoca, odnosno da li primaoc može (i eventualno želi) da primi određenu informaciju. Ako je rezultat provere pozitivan, pošiljaoc može da šalje informaciju. Pošto je kontrola uspostavljanja veza distribuisana, ona može biti adekvatno brza. Međutim, ako se koriste konvencionalni algoritmi najkraće putanje, resursi potrebni u ovakvoj neblokirajućoj mreži mogu biti neprihvatljivo skupi, pošto svi linkovi i ruteri treba da budu dizajnirani za scenario najgoreg slučaja. U istraživačkoj literaturi je primećeno da balansiranje saobraćaja može značajno da smanji komunikacionu opremu potrebnu da se izbegne blokiranje u mreži. Balansiranje saobraćaja je najpre bilo predloženo u Klosovoj paketskoj mreži kao način da se poveća kapacitet jednog paketskog sviča, a da rezultujuća mreža bude neblokirajuća [3]. Pomoću balansiranja saobraćaja, svi linkovi u Klosovoj mreži su jednako opterećeni, da bi se izbegle "vruće tačke". Primetimo da su telefonske neblokirajuće mreže bile davno predložene [2,7,9,10]. Međutim, u ovakvim mrežama, za svaki zahtev za vezom centralni kontroler mora naći put kroz mrežu. Ovaj centralni kontroler može usporiti uspostavu veze u globalnoj mreži.

Nedavno je bila analizirana kompletna meš mreža zasnovana na balansiranju saobraćaja. Pokazano je da balansiranje u kompletnoj meš neblokirajućoj mreži smanjuje potreban kapacitet $N/2$ puta, što predstavlja izuzetnu uštedu [9]. Mi ćemo u ovom radu pokazati da se velike uštede postižu i za druge regularne topologije. Ova analiza ukazuje na značajne uštede u neblokirajućim mrežama proizvoljne topologije koje su zasnovane na balansiranju saobraćaja. Ovakve, ekonomične neblokirajuće mreže bi bile lakše za planiranje. Naime, planeri mreže treba samo da procene porast broja korisnika u nekom regionu, a ne i tačnu distribuciju saobraćaja. Pošto je moguća agilna kontrola uspostavljanja sesija u ovim mrežama, biće lako obezbediti brzu rezervaciju kapaciteta za multimedijalne aplikacije koje zahtevaju visok kvalitet komunikacija. I konačno sve popularnije drugarske komunikacije (engl. peer-to-peer) će efikasnije biti podržane u neblokirajućim mrežama koje propuštaju saobraćaj proizvoljne distribucije.

2. Neblokirajuće mreže regularnih topologija zasnovane na balansiranju saobraćaja

Ušteta koje balansiranje pruža zavisi od mrežne topologije u kojem se balansiranje aplicira. Ispitaćemo uštedu koje balansiranje pruža u mrežama regularnih topologija.

Najpre ćemo analizirati balansiranje saobraćaja u prsten mrežama. Pretpostavićemo identične čvorove sa jednakim kapacitetom eksternih linkova na koje su povezani korisnici. Pretpostavićemo da je bitska brzina saobraćaja koji se može prihvatiti na svakom čvoru r , odnosno da je zbir bitskih brzina koje korisnici povezani na taj čvor generišu i primaju jednak r . Zbog simetrije, pretpostavljamo balansiranje u kome se jednak deo bilo kog toka prenosi kroz sve mrežne čvorove. Ako r_{ij} označava bitsku

brzinu od čvora i do čvora j , količina saobraćaja koja je balansirana od čvora i kroz čvor j jednaka je:

$$r'_{ij} = \frac{\sum_k r_{ik}}{N} = \frac{s_i}{N}$$

gde je s_i bitska brzina saobraćaja generisanog u čvoru i . Količina saobraćaja koja je balansirana kroz čvor j ka čvoru m je jednaka:

$$r''_{jm} = \frac{\sum_k r_{km}}{N} = \frac{d_m}{N}$$

gde je d_m saobraćaj upućen ka čvoru m . Očigledno, saobraćaj kroz neki link je najveći kad je $s_i = d_i = r$, $1 \leq i \leq N$. U tom slučaju saobraćaj je uniforman, odnosno ista količina saobraćaja, $r_{ij}^b = 2r/N$ je razmenjena između svakog para čvorova. Naime, čvor i balansira kroz j saobraćaj brzine r/N , takođe svi čvorovi balansiraju kroz čvor i ka čvoru j , saobraćaj brzine r/N . Dakle, čvor i šalje čvoru j saobraćaj brzine $r_{ij}^b = 2r/N$. Ako se paket šalje po najkraćoj putanji od pošiljaoca ka primaocu, prosečan broj linkova koje prolazi u je:

$$h_{ru} = \sum_{i=1}^{\lfloor N/2 \rfloor} \frac{2i}{N} \approx \frac{N}{4}.$$

Dakle, ukupan saobraćaj koji prolazi kroz neki link je $N^2 r_{ij}^b h_{ru} / N_L = Nr/4$, gde je $N_L = 2N$ broj linkova. Znači kapacitet linka mora da ispunjava

$$C_l^b \geq Nr/4 = Dr/4,$$

gde je D broj čvorova na jedinstvenoj osi. Najgori slučaj u mreži bez balansiranja saobraćaja je kada je svaki paket razmenjen između najudaljenijih čvorova. U ovom slučaju, svaki paket prolazi kroz $\lfloor N/2 \rfloor$ linkova. Tako je ponuđen saobraćaj kroz svaki link jednak $rN \lfloor N/2 \rfloor / (2N) \approx Nr/4$, a potreban kapacitet linka je niži nego u prethodnom slučaju kada se koristi balansiranje, i jednak je

$$C_l \geq Nr/4 = Dr/4.$$

Zaključujemo da balansiranje saobraćaja ne pomaže u prsten mrežu. U stvari, jednak je kapacitet neblokirajuće prsten mreže bez balansiranja.

Menhetn mreža je dvodimenzionalna verzija prsten mreže u kojoj je svaki čvor povezan sa četiri susedna čvora. Pretpostavićemo identične čvorove sa istim kapacitetima korisničkih linkova, i istim maksimalnim saobraćajem brzine r . Zbog simetrije, pretpostavljamo da se isti deo svakog toka balansira kroz svaki čvor u mreži. Označimo sa $D = \sqrt{N}$ je broj čvorova u jednom redu odnosno koloni (odnosno broj jednosmernih linkova). Slično kao u slučaju prsten mreže, saobraćaj koji se balansira iz čvora i , ka čvoru j je s_i/N , a saobraćaj koji se balansira kroz čvor j ka čvoru m je d_m/N . Linkovi su najviše opterećeni kada je $s_i = d_i = r$, $1 \leq i \leq N$. I u ovom slučaju saobraćaj je uniforman, t.j. svaki par čvorova će razmeniti saobraćaj brzine $r_{ij}^b = 2r/N$. Ako se koristi rutiranje preko najkraće putanje, prosečan broj horizontalnih i vertikalnih linkova koje paket prolazi je aproksimativno $D/4$. Dakle, saobraćaj ponuđen kroz link je $(N^2 r_{ij}^b D/4) / N_L = Dr/4 = r\sqrt{N}/4$,

gde je $N_L=2N$ ukupan broj horizontalnih odnosno vertikalnih linkova. Dakle, kapacitet linka treba da zadovolji

$$C_i^b \geq r\sqrt{N}/4 = Dr/4.$$

U mreži sa balansiranjem saobraćaja, najgori slučaj je kada svi paketi prelaze najduži put koji se sastoji od $\approx D/2$ linkova u svakom smeru. Pretpostavimo da se rutiranje vrši uvek prvo po x a zatim po y osi, bez gubitka generalnosti. U pomenutom najgorem slučaju kroz svaki link prolazi $\approx D/2$ tokova brzine r . Ponuđen saobraćaj kroz link je $rD/2=r\sqrt{N}/2$, što je dva puta veća brzina nego kada je balansiranje aplicirano. Kapacitet linka treba da zadovolji:

$$C_i \geq r\sqrt{N}/2 = Dr/2.$$

Dakle, balansiranje saobraćaja smanjuje potreban kapacitet neblokirajuće Menhetn mreže dva puta da bi propustila saobraćaj proizvoljne distribucije.

U torusnoj mreži, svaki čvor je povezan sa šest susednih čvorova. Ovakva mreža nije najrealnija jer nije planarna, ali je relativno laka za analizu. Ova analiza nam daje uvid u ponašanje mreže sa porastom stepena čvorova u toj mreži (stepen je broj susednih čvorova sa kojima je dati čvor povezan). Kao u prethodnim slučajevima, ako je balansiranje simetrično (t.j. jednak deo svakog toka je balansiran kroz svaki čvor, i ako je mreža maksimalno preopterećena (svaki čvor generiše i prima saobraćaj brzine r), onda je saobraćaj u mreži uniformno distribuisan i svaki par čvorova razmenjuje saobraćaj brzine $r_{ij}^b=2r/N$. Konsekventno, ako se koristi rutiranje po najkraćoj putanji, prosečan broj linkova kroz koje paket prolazi je $\approx D/4$, gde je $D=\sqrt[3]{N}$ broj čvorova po jednoj od tri ose. Ponuđen saobraćaj kroz link je slično kao i ranije $(N^2 r_{ij}^b D/4)/N_L=Dr/4=r\sqrt[3]{N}/4$, gde je $N_L=2N$ ukupan broj linkova paralelnih dotičnoj osi, te kapacitet linka treba da zadovolji

$$C_i^b \geq r\sqrt[3]{N}/4 = Dr/4.$$

U torusnim mrežama bez balansiranja, ako se rutiranje vrši redom x - y - z , najopterećeniji linkovi su paralelni y osi. Može se lako pokazati da u najgorem slučaju, $D^2/2$ parova čvorova razmenjuju informacije preko zadatog linka. To znači da kapaciteti linkova po y osi moraju zadovoljavati:

$$C_i \geq D^2 r / 2.$$

Znači da kapacitet ovih linkova treba da bude $2D$ puta veći nego u mreži bez balansiranja. U mreži sa 1000 čvorova, potrebne kapaciteti linkova bi bili 20 puta veći nego kada je balansiranje aplicirano. Prednost koje pruža balansiranje je zaista izuzetno.

Balansiranje pruža najveću uštedu u kompletnim meš mrežama u kojima je svaki čvor povezan sa svakim drugim čvorom u mreži. To je lako videti. Ako apliciramo balansiranje, od svakog čvora do svakog drugog čvora će teći saobraćaj brzine $2r/N$, slično kao u prethodnim slučajevima. Naime, neki čvor šalje u najgorem slučaju r/N svakom drugom čvoru, a kroz njega se takođe balansira r/N do svakog drugog čvora. Dakle, kapacitet linka u slučaju balansiranja treba da zadovolji:

$$C_i^b \geq 2r / N.$$

Posmatrajmo neki link koji spaja čvor i i čvor j . U najgorem slučaju po taj link kada nema balansiranja, sav saobraćaj od čvora i ide ka čvoru j , tako da taj link (kao i svaki drugi) mora da zadovolji sledeći uslov u neblokirajućoj mreži:

$$C_l \geq r.$$

Ušteda usled balansiranja je u ovom slučaju zaista neverovatna, odnosno $N/2$ puta, gde je N broj čvorova u mreži!

Primetimo da je stepen čvora u prsten mreži 2, u Menhetn mreži 4, u torusnoj mreži 6, a u kompletnoj meš mreži N . Zaključujemo da ušteda koju obezbeđuje balansiranje brzo raste sa stepenom čvorova u mreži. Primetimo takođe da mrežni kapacitet potreban da propusti određenu količinu saobraćaja opada sa stepenom čvorova. Na primer, u mreži gde svi čvorovi generišu i primaju saobraćaj brzine r , linkovi neblokirajuće prsten mreže bi imale ukupan kapacitet $N^2r/2$, dok bi u neblokirajućoj kompletnoj meš mreži imale kapacitet $2Nr$. Dakle, potreban kapacitet je znatno manji u meš nego u prsten mreži, tačnije $N/4$ puta. To je i intuitivno jasno. Što je manji stepen čvora, paketi treba da putuju kroz više čvorova do destinacije, te će više linkova i portova biti korišćeno za saobraćaj u tranzitu a ne direktni korisnički saobraćaj. Zaključujemo da su mreže sa višim stepenom čvorova efikasnije, a u njima balansiranje postiže velike uštede.

3. Zaključak

Neblokirajuće mreže imaju značajne prednosti. Omogućavaju lakše planiranje mreže, i distribuisanu kontrolu sesija koje se odvijaju kroz mrežu. Zahvaljujući distribuisanoj kontroli, brze rezervacije kapaciteta su moguće u ovakvim mrežama. Balansiranje saobraćaja značajno smanjuju resurse potrebne da mreža bude neblokirajuća, odnosno propusti sav saobraćaj bez obzira na njegovu distribuciju. Ispitali smo uštede koje balansiranje pruža u mrežama regularnih topologija. Ispostavilo se da uštede rastu sa porastom stepena čvorova, i već u Menhetn mreži štedi se 50% potrebnih resursa. Uštede postaju izuzetne u torusnim i kompletnim meš mrežama.

Literatura

- [1] R. K. Ahuja, T. L. Magnanti, J. B. Orlin, *Network Flows: Theory, Algorithms, and Applications*, Prentice Hall 1993 .
- [2] C. Clos, "A study of non-blocking switching networks," *Bell Systems Technology Journal*, vol. 32, 1953, pp. 406-424.
- [3] T. Chaney, J. A. Fingerhut, M. Flucke, J. S. Turner, "Design of a gigabit ATM switch," *Proceedings of INFOCOM 1997*, vol. 1, pp. 2-11.
- [4] A. Elwalid, D. Mitra, I. Saniee, and I. Widjaja, "Routing and protection in GMPLS networks: From shortest paths to optimized designs," *IEEE/OSA Journal on Lightwave Communications*, November 2003, pp. 2828-2838.
- [5] B. Fortz, J. Rexford and M. Thorup, "Traffic engineering with traditional IP routing protocols," *IEEE Communication Magazine*, October 2002, pp. 118-124.
- [6] J. Q. Hu, and B. Leida, "Traffic grooming, routing and wavelength assignment in optical WDM mesh networks," *IEEE INFOCOM 2004*, pp. 1583-1588.
- [7] J. Hui, *Switching and Traffic Theory for Integrated Broadband Networks*, Kluwer Academic Press 1990.
- [8] F. K. Hwang, *The mathematical theory of nonblocking switching networks*, World Scientific, 1998.

- [9] I. Keslassy, C.-S. Chang, N. McKeown, and D.-S. Lee, "Optimal load-balancing," *Proceedings of INFOCOM 2005*, March 2005.
- [10] W. Kabacinski, C. T. Lea, G. Xue, "50th anniversary of Clos networks," *IEEE Communication Magazine*, vol. 41, no. 10, October 2003, pp. 26-64.
- [11] R. Z. Shen, and N. McKeown, "Designing a Predictable Internet Backbone with Valiant Load-Balancing," *Proceedings of IWQoS 2005*.
- [12] A. Smiljanić, "Performance of load balancing algorithms in Clos packet switches," *Proceedings of IEEE Workshop on High Performance Switching and Routing*, April 2004, pp. 304-308.
- [13] A. Smiljanić, "Load balancing algorithms in Clos packet switches," *Proceedings of IEEE International Conference on Communications*, June 2004.
- [14] X. Xiao, A. Hannan, B. Bailey, L. M. Ni, Michigan State University, "Traffic engineering with MPLS in the Internet", *IEEE Network*, March/April 2000, pp. 28-33.

Abstract: *Non-blocking packet networks provide distributed admission control, and, therefore agile bandwidth reservations. Also, planning of non-blocking networks is simpler, because it is necessary to anticipate only ingress and egress network traffic, and not the exact traffic pattern. Regular non-blocking networks require significantly lower resources when they use load-balancing.*

Keywords: *load balancing, packet switching, non-blocking networks*

Non-blocking packet networks based on load balancing
Aleksandra Smiljanić