Šema rutiranja zasnovana na balansiranju saobraćaja i rutiranju po najkraćoj putanji

Marija Antić, Aleksandra Smiljanić

***Sadržaj* — U ovome radu predložićemo šemu rutiranja zasnovanu na balansiranju saobraćaja i rutiranju po najkraćoj putanji. Daćemo model linearnog programa koji se koristi za pronalaženje optimalnog rutiranja sa balansiranjem saobraćaja. Zatim ćemo uporediti performanse predložene šeme rutiranja u odnosu na obično rutiranje po najkraćoj putanji za neke realne mrežne topologije. Pokazaćemo da se uz predloženu modifikaciju može postići značajno povećanje garantovanog saobraćaja u čvoru mreže, u poređenju sa slučajem kada je primenjeno klasično rutiranje po najkraćoj putanji.**

***Ključne reči* — Rutiranje, linearni program, balansiranje saobraćaja, garantovani saobraćaj.**

I. Uvod

PERFORMANSE telekomunikacione mreže u mnogome zavise od primenjene strategije rutiranja. Naime, loše odabrano rutiranje može prouzrokovati velika opterećenja pojedinih linkova, stvarajući na taj način „uska grla“ koja ograničavaju protok. Sa druge strane, pravilnim odabirom rutiranja može se postići optimalano iskorišćenje mrežnih resursa i ostvariti maksimalan mogući protok.

Ukoliko su poznati topologija mreže i saobraćajni zahtevi korisnika, optimalno rutiranje može se lako odrediti pomoću linearnog programa. Međutim, u praksi se retko susrećemo sa slučajevima u kojima je dinamika saobraćajnih zahteva unapred poznata. Čak i kada bi to bio slučaj, izvršavanje linearnog programa i određivanje optimalnih koeficijenata rutiranja zahteva vreme. Isuviše česte promene u saobraćaju prouzrokovale bi česte promene u rutiranju i mogle dovesti do prekida komunikacije. Stoga se koncept adaptivnog rutiranja ne isplati uvek.

Obično se problem rešava usvajanjem takozvanog rutiranja bez memorije (*oblivious*). Kod ovakvog rutiranja, putanja ili skup putanja između dva čvora su predeterminisani. Odluka o načinu na koji će se saobraćaj rutirati donosi se u izvorišnom čvoru, nezavisno od trenutnog stanja linkova i aktivnosti preostalih čvorova u mreži, već isključivo na osnovu informacije o odredištu kome je saobraćaj namenjen. Problem određivanja optimalnog rutiranja bez memorije za promenljive saobraćajne zahteve razmatran je u radovima mnogih autora. Nepolinomijalno rešenje za opšti slučaj, zasnovano na dekompoziciji grafa mreže u strukturu na osnovu koje se donosi odluka o rutiranju, predloženo je u [1]. Poboljšanje ovog rešenja, koje radi u polinomijalnom vremenu, dato je u [2], [3]. Linearno programiranje u cilju pronalaženja optimalne strategije rutiranja primenjeno je u [4], [5].

Nešto drugačiji pristup uveli su autori u [6], [7]. Naime, znatno je lakše proceniti ukupan ulazni/izlazni saobraćaj u nekom čvoru mreže, nego tačnu raspodelu saobraćaja. U suštini, uvek znamo gornju granicu za saobraćaj u čvoru: on ne može biti veći od ukupnog kapaciteta ulaznih, odnosno izlaznih linkova. Autori u [6] i [7] uvode takozvano rutiranje u dve faze, zasnovano na balansiranju saobraćaja. Balansiranje saobraćaja im omogućava da saobraćajne zahteve između parova čvorova u mreži izraze u funkciji ulaznih/izlaznih saobraćaja u čvorovima mreže. Zatim uz pomoć linearnog programiranja pronalaze optimalno rutiranje bez memorije za tako određene saobraćajne zahteve.

Rutiranje koje mi predlažemo slično je onome u [6], [7]. Koristimo balansiranje saobraćaja i svaki tok se rutira u dva koraka. Razlika je u tome što mi saobraćaj u svakom od koraka rutiramo po najkraćoj putanji. Na taj način uspevamo da u velikoj meri uprostimo linearni program – umesto $O(N^2M)$ promenljivih koliko ima model u [6], [7], naš model ih ima svega $O(N)$, gde je N broj čvorova, a M broj linkova u mreži. Glavnu prednost predložene strategije rutiranja predstavlja mogućnost njene implementacije. Naime, rutiranje po najkraćoj putanji je u širokoj primeni, a predložena šema rutiranja predstavlja modifikaciju koja bi se lako mogla realizovati. Njenom primenom mogao bi se ostvariti servis za veći broj korisnika, bez promene mrežne topologije.

II. Postavka problema

Prilikom planiranja mreže, potrebno je proceniti koliko korisnika neki čvor u mreži može da usluži. Kada su nam poznate bitske brzine korisnika, određivanje maksimalnog broja korisnika ekvivalentno je određivanju *garantovanog saobraćaja* u čvoru mreže, odnosno onog saobraćaja koji se u svakom slučaju može propustiti kroz mrežu. U ovome radu predstavićemo šemu rutiranja sa balansiranjem saobraćaja (RBS) i uporediti je sa regularnim rutiranjem po najkraćoj putanji (RNP). Izračunaćemo garantovani saobraćaj u oba slučaja i pokazati da RBS garantuje veće

Rad je omogućen zahvaljujući stipendiji Ministarstva nauke Republike Srbije za studente magistarskih studija.

Marija Antić, Elektrotehnički fakultet u Beogradu, Bulevar kralja Aleksandra 73, 11120 Beograd, Srbija (e-mail: marijantic@gmail.com).

Aleksandra Smiljanić, Elektrotehnički fakultet u Beogradu, Bulevar kralja Aleksandra 73, 11120 Beograd, Srbija (e-mail: aleks@ieee.org).

vrednosti saobraćaja u čvoru mreže (a samim tim i veći broj korisnika koji mogu biti usluženi).

Pretpostavimo da je mreža predstavljena usmerenim grafom $G=(V,E)$, gde je V skup čvorova, a E skup linkova u mreži. Broj čvorova označen je sa N, a broj linkova sa M.

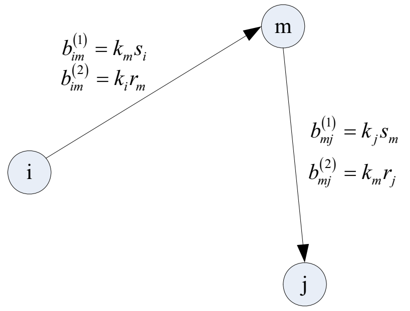
Neka je i izvorišni čvor. Saobraćaj koji čvor i generiše jednak je $s_i=\sum_{j\in V} d_{ij}$, gde d_{ij} predstavlja intenzitet toka od čvora i ka čvoru j. Slično tome, za odredišni čvor j, ukupni primljeni saobraćaj jednak je $r_j=\sum_{i\in V} d_{ij}$.

Pod *matricom saobraćaja* podrazumevaćemo matricu $\mathbf{TM}=[d_{ij}]_{N\times N}$, dok ćemo $\mathbf{S}=[s_1,s_2,\ldots,s_N]$ označiti kao *vektor izlaznog saobraćaja*, a $\mathbf{R}=[r_1,r_2,\ldots,r_N]$ kao *vektor ulaznog saobraćaja*.

Elementi d_{ij} matrice saobraćaja $\mathbf{TM}$ se teško mogu proceniti, naročito uzimajući u obzir porast udela *peer-to-peer* saobraćaja na Internetu. Znatno je lakše izvršiti procenu vrednosti ulaznog i izlaznog saobraćaja u čvorovima mreže, na osnovu broja korisnika vezanih za čvor i njihovih bitskih brzina. U našoj analizi prvenstveno ćemo se fokusirati na mrežu okosnicu (*backbone*). U tom slučaju, možemo smatrati da su vektori ulaznog i izlaznog saobraćaja međusobno jednaki, $\mathbf{S}=\mathbf{R}$. Smatraćemo da svi čvorovi imaju iste ulazne/izlazne saobraćaje, $s_i=s$. U slučaju kada čvorovi generišu nejednake saobraćaje, primenićemo istu analizu, tako što ćemo svaki čvor predstaviti skupom osnovnih čvorova sa jednakim generisanim saobraćajem, međusobno potpuno povezanih linkovima beskonačnog kapaciteta.

Garantovani saobraćaj određen je *zagušenjem* u mreži. Zagušenje Q zavisi od primenjenog rutiranja i matrice saobraćaja, i definisano je kao maksimalno iskorišćenje linka u mreži. Iskorišćenje linka predstavlja količnik opterećenja i kapaciteta linka, $U(l)=L(l)/C(l)$. Link sa najvećim iskorišćenjem je u najvećoj opasnosti da bude preopterećen ukoliko se proporcionalno povećavaju intenziteti saobraćaja u mreži. Intenzitet svakog toka može se povećati maksimalno $1/Q$ puta, a da ne dođe do preopterećenja nijednog linka. Stoga, minimizacija zagušenja maksimizira dozvoljene vrednosti saobraćaja.

U praksi je pokazano da balansiranje saobraćaja smanjuje zagušenje. Iskoristićemo tu činjenicu u našem rutiranju sa balansiranjem saobraćaja (RBS), kako bismo omogućili postizanje većih vrednosti garantovanog saobraćaja. Dakle, tok od i ka j se ne usmerava direktno, već preko čvorova posrednika $m\in V$ - Sl. 1. Za svaki par čvorova (i, j), udeo toka d_{ij} koji se balansira preko m jednak je k_m. Očito, $\sum_{m=1}^{N} k_m=1$. U sledećem koraku, svaki čvor posrednik prosleđuje primljeni saobraćaj na konačno odredište j. Prilikom rutiranja od i ka m, odnosno od m ka j, koriste se najkraće putanje. Pokazaćemo da ova strategija omogućava da se postignu veće vrednosti garantovanog saobraćaja.



Sl. 1. Ilustracija rutiranja sa balansiranjem saobraćaja

III. Analiza performansi

Poredićemo performanse predloženog rutiranja sa balansiranjem saobraćaja (RBS), sa performansama rutiranja po najkraćoj putanji (RNP). Kao pokazatelj kvaliteta rutiranja koristićemo garantovani saobraćaj u čvoru mreže. U ovome odeljku opisaćemo model linearnog programa koji koristimo za optimizaciju koeficijenata k_m, tako da se postigne maksimum garantovanog saobraćaja u čvoru. Zatim ćemo opisati algoritam za izračunavanje garantovanog saobraćaja za slučaj rutiranja po najkraćoj putanji.

A. Rutiranje sa balansiranjem saobraćaja (RBS)

Odredićemo optimalne vrednosti koeficijenata k_m, za koje se postiže maksimum garantovanog saobraćaja u čvoru. Kao što je već rečeno, garantovani saobraćaj obrnuto je proporcionalan zagušenju, tako da ćemo rešavati ekvivalentan problem minimizacije zagušenja.

Saobraćaj od i ka j se ne šalje direktno, već preko čvorova $m\in V$. Saobraćaj izmedju čvora i i nekog čvora m sastoji se iz dve komponente: saobraćaja generisanog u i i balansiranog preko m, odnosno saobraćaja namenjenog čvoru m koji je balansiran preko i.

Saobraćaj koji i balansira preko m ima vrednost:

$$b_{im}^{(1)}=\sum_{j\in V} k_m d_{ij}=k_m s_i. \tag{1}$$

Sa druge strane, udeo k_m svakog toka d_{pm}, $p\in V$, balansira se preko čvora i, tako da je ukupan saobraćaj koji i treba da prosledi ka m jednak

$$b_{im}^{(2)}=\sum_{p\in V} k_i d_{pm}=k_i r_m. \tag{2}$$

Ukupan saobraćaj od i ka m, dakle, ima vrednost $b_{im}=b_{im}^{(1)}+b_{im}^{(2)}$.

Neka promenljiva $F_{im}^{(l)}$ ima vrednost 1 ako se link l nalazi na najkraćoj putanji od i ka m, odnosno 0 ukoliko to nije slučaj. Vrednosti ove promenljive određuju se na osnovu OSPF tabela rutiranja. Opterećenje linka je

$$L(l)=\sum_{(i,m)} F_{im}^{(l)}\left(b_{im}^{(1)}+b_{im}^{(2)}\right). \tag{3}$$

Iskorišćenje linka dato je formulom

$$U(l)=L(l)/C(l)=\sum_{(i,m)} F_{im}^{(l)}\left(b_{im}^{(1)}+b_{im}^{(2)}\right)/C(l). \tag{4}$$

U opštem slučaju, linearni program za minimizaciju zagušenja ima oblik :

$$\begin{aligned}&\min Q\\&(\mathrm{C1})\ \textstyle\sum_{i=1}^{N} k_i = 1\\&(\mathrm{C2})\ \forall l \in E: \textstyle\sum_{(i,m)} F_{im}^{(l)}\left(k_i r_m + k_m s_i\right)/C(l) \le Q \qquad (5)\\&(\mathrm{C3})\ Q \le 1\\&(\mathrm{C4})\ \forall n \in V: \sum_{l\in \mathrm{IN}(n)} L(l) - \sum_{l\in \mathrm{OUT}(n)} L(l) = r_n - s_n\end{aligned}$$

Može se pokazati da su ograničenja vezana za konzervaciju protoka, (C4), suvišna u slučaju kada su ulazni i izlazni saobraćaj u čvoru jednaki, što je situacija koju smatramo realnom u mreži okosnici. Usled ograničenja prostora, dokaz nećemo navoditi.

Dakle, smatramo da je $r_i = s_i = s$ za sve čvorove *i*. Ukoliko normalizujemo $s = 1$, dobijamo konačni oblik linearnog programa:

$$\begin{aligned}&\min Q\\&(\mathrm{C1})\ \textstyle\sum_{i=1}^{N} k_i = 1\\&(\mathrm{C2})\ \forall l \in E: \textstyle\sum_{(i,m)} F_{im}^{(l)}\left(k_i + k_m\right)/C(l) \le Q \qquad (6)\\&(\mathrm{C3})\ Q \le 1\end{aligned}$$

Ovaj model sada ima $N+1$ promenljivu i $M+2$ ograničenja. Optimalna (minimalna) vrednost zagušenja *Q* garantuje saobraćaj

$$s_{\max}^{rbs} = 1/Q, \qquad (7)$$

pošto svaki tok može biti povećan do $1/Q$ puta a da ne dođe do preopterećivanja linka sa maksimalnim iskorišćenjem.

B. Rutiranje po najkraćoj putanji (RNP)

Odredićemo garantovani saobraćaj u čvoru za slučaj RNP, kako bismo ga uporedili sa RBS. Za svaki link naći ćemo optimalno uparivanje (*maximum matching*) između izvorišnih i odredišnih čvorova koji koriste taj link za komunikaciju. Na osnovu dimenzije ovog uparivanja odredićemo maksimalni saobraćaj u čvoru koji je dozvoljen na posmatranom linku. Minimum dozvoljenog saobraćaja po svim linkovima u mreži predstavlja garantovani saobraćaj u čvoru.

Opterećenje linka zavisi od broja parova izvor-odredište koji koriste dati link. Označimo skup parova koji koriste link *l* sa $P(l) = \{(i,j) \mid F_{ij}^{(l)} = 1\}$. Čvor *i* šalje po linku *l* saobraćaj $t_i(l) = \sum_{j|(i,j)\in P(l)} d_{ij}$. Pri tome mora važiti da je za svaki link *l* $\sum_i t_i(l) \le C(l)$.

Posmatrajmo link $l \in E$. Definišimo skup izvora koji šalju saobraćaj po linku *l*, $I(l) = \{i \mid \exists j, (i,j) \in P(l)\}$, kao i skup odredišta koja primaju saobraćaj preko linka *l*, $J(l) = \{j \mid \exists i, (i,j) \in P(l)\}$. Kao što je već pomenuto, pretpostavljamo da svi čvorovi imaju jednake, simetrične saobraćajne zahteve, $s_i = r_i = 1$. Saobraćajne matrice za koje će link *l* biti maksimalno opterećen su one za koje je $t_i(l) = s_i = 1$, za svako $i \in I(l)$.

Formirajmo bipartitni graf u kome su skupovi čvorova $I(l)$ i $J(l)$. Neka u grafu postoji grana između svih parova čvorova *i* i *j*, takvih da je $(i,j) \in P(l)$. Prema Birkhoff – von Neumann-ovoj teoremi i [8], najveće opterećenje linka *l* postiže se kada svaki čvor $i \in I(l)$ šalje saobraćaj $s = 1$, dok svaki čvor $j \in J(l)$ može da primi maksimalno $r = 1$. Opterećenje linka u ovom slučaju jednako je dimenziji optimalnog uparivanja u bipartitnom grafu, $p(l)$. Iskorišćenje linka jednako je $U(l) = p(l)/C(l)$, a maksimalni saobraćaj dozvoljen na linku *l* iznosi $a(l) = C(l)/p(l)$. Smatramo da svi čvorovi šalju iste vrednosti saobraćaja, tako da se ovo ograničenje odnosi na sve njih, a ne samo na čvorove uključene u uparivanje.

Garantovani saobraćaj u čvoru jednak je $s_{\max}^{rnp} = \min_{l\in E} a(l)$. Računamo ga koristeći sledeći algoritam :

1. (Inicijalizacija) : $s_{\max}^{rnp} = \infty$, $X = E$.
2. Odabrati $l \in X$. Odrediti $I(l)$ i $J(l)$. Formirati bipartitni graf sa čvorovima iz ova dva skupa, a granama između čvorova $(i,j) \in P(l)$.
3. Naći optimalno uparivanje u ovom grafu. Neka $p(l)$ označava broj ostvarenih parova.
4. Izračunati $a(l) = C(l)/p(l)$.
5. Ako je $a(l) < s_{\max}^{rnp}$, onda $s_{\max}^{rnp} = a(l)$.
6. $X = X \setminus \{l\}$. Ako $X \ne \emptyset$, vratiti se na korak 2 ; u suprotnom kraj.

IV. Rezultati

Poredićemo garantovani saobraćaj u čvoru za RBS sa garantovanim saobraćajem u čvoru u slučaju RNP. Posmatraćemo povećanje garantovanog saobraćaja

$$G = s_{\max}^{rbs} / s_{\max}^{rnp} . \qquad (8)$$

Garantovani saobraćaj za RBS određujemo pomoću linearnog programa (6), dok se za određivanje garantovanog saobraćaja za RNP koristi algoritam opisan u odeljku III-B.

Analiziraćemo mrežne topologije velikih ISP-a (*Internet Sevice Provider*), koje su publikovane u okviru projekta *Rocketfuel* [9]. U okviru ovog projekta izvršeno je mapiranje topologija najvećih američkih i evropskih ISP-a, na osnovu informacija dobijenih putem kontrolnih poruka ICMP protokola (*Internet Control Message Protocol*). Originalni podaci ne sadrže informaciju o kapacitetu linkova, već samo njihove težine. Smatraćemo da su kapaciteti linkova obrnuto proporcionalni težinama.

Prvo ćemo analizirati slučaj u kome svi čvorovi imaju jednake ulazne i izlazne saobraćaje, $s_i = r_i = 1$. Rezultati analize u ovom slučaju dati su u Tabeli 1, zajedno sa dimenzijama LP modela korišćenog pri optimizaciji koeficijenata k_m za RBS. Sa *Var* je označen broj promenljivih, a sa *Con* broj ograničenja u modelu. U svim analiziranim slučajevima ostvareno je znatno povećanje garantovanog saobraćaja u čvoru mreže, koje se kreće u opsegu 4.5-7.5.

U Tabeli 2. data su vremena neophodna za izvršavanje linearnog programa. Za linearnu optimizaciju korišćen je softver LP_Solve. Možemo uočiti da je vreme za pronalaženje optimalnog rešenja prvenstveno određeno vremenom učitavanja podataka (*load data*). Ovo je vreme neophodno za izračunavanje opterećenja linkova i dodavanje ograničenja u model. Prema [10], kod LP_Solve je primećen problem sa dužim vremenom učitavanja podataka u odnosu na neke druge ponuđene nekomercijalne pakete za optimizaciju, tako da bi se vreme optimizacije verovatno moglo skratiti upotrebom drugog softverskog alata.

TABELA 1: REZULTATI ANALIZE ZA PRETPOSTAVLJENE JEDNAKE SAOBRAĆAJE U SVIM ČVOROVIMA.

MREŽA	Broj čvorova	Broj linkova	*G*	LP MODEL	
				Var	Con
Exodus (US)	79	294	6.057	80	282
Tiscali (EU)	161	656	7.217	162	629
Abovenet (US)	138	744	4.576	139	720
Sprintlink (US)	315	1944	7.548	316	1923

TABELA 2: VREME ZA IZVRŠAVANJE LINEARNOG PROGRAMA ZA PRETPOSTAVLJENE JEDNAKE SAOBRAĆAJE U ČVOROVIMA.

MREŽA	VREME [s]			
	load data	presolve	solver	total
Exodus (US)	2.734	0.016	0.062	2.812
Tiscali (EU)	12.640	0.063	0.922	13.625
Abovenet (US)	9.843	0.063	1.047	10.953
Sprintlink (US)	51.015	0.282	4.750	56.047

U drugom slučaju koji ćemo analizirati, pretpostavićemo da je saobraćaj generisan u čvoru mreže proporcionalan broju stanovnika mesta u kome se čvor nalazi. Formiraćemo ekvivalentnu mrežu koju ćemo koristiti u analizi. Predstavićemo svaki čvor kao skup međusobno potpuno povezanih čvorova. Svaki čvor u tom skupu odgovaraće broju od 100000 stanovnika, a svako mesto sa manje od 100000 stanovnika predstavićemo po jednim čvorom. Sada ćemo smatrati da svi čvorovi u novodobijenoj mreži imaju iste saobraćaje. Rezultati analize za tri mreže u ovom slučaju dati su u Tabeli 3. I ovde je ostvareno znatno povećanje garantovanog saobraćaja.

TABELA 3: REZULTATI ANALIZE ZA PRETPOSTAVLJEN SAOBRAĆAJ PROPORCIONALAN BROJU STANOVNIKA .

MREŽA	BROJ ČVOROVA		*G*	LP MODEL	
	originalna mreža	ekvivalentna mreža		Var	Con
Exodus	79	431	5.798	432	10080
Tiscali	161	563	7.713	564	4843
Abovenet	138	458	3.044	459	3656

TABELA 4: VREME ZA IZVRŠAVANJE LINEARNOG PROGRAMA ZA SAOBRAĆAJ PROPORCIONALAN BROJU STANOVNIKA.

MREŽA	VREME [s]			
	load data	presolve	solver	total
Exodus (US)	202.406	0.609	1.641	204.656
Tiscali (EU)	460.594	0.875	4.375	465.844
Abovenet	217.609	0.594	4.937	223.140

Vreme neophodno za izvršavanje linearnog programa u ovim slučajevima dato je u Tabeli 4. Znatno je duže nego u prethodnom slučaju za iste mreže, zato što je i dimenzija LP modela znatno veća.

V. ZAKLJUČAK

Pokazano je da predložena šema rutiranja garantuje znatno veći saobraćaj u čvoru mreže nego obično rutiranje po najkraćoj putanji. Linearni program koji se koristi za pronalaženje optimalnog rutiranja je prihvatljive kompleksnosti, a postoji i mogućnost skraćivanja vremena neophodnog za njegovo izvršavanje. Pošto predloženo rutiranje predstavlja modifikaciju već postojećih i široko primenjivanih algoritama za rutiranje, moglo bi lako biti implementirano.

LITERATURA

[1] H. Räcke, "Minimizing congestion in general networks," *FOCS 43*, 2002.

[2] M. Bienkowski, M. Korzeniowski, and H. Räcke, "A Practical Algorithm for Constructing Oblivious Routing Schemes", *Proc. of SPAA'03*, 2003.

[3] C. Harrelson, K.Hildrum, and S. Rao, "A Polynomial-time Tree Decomposition to Minimize Congestion," *Proc. of SPAA'03*, 2003.

[4] D. Applegate and E. Cohen, "Making intra-domain routing robust to changing and uncertain traffic demands: understanding fundamental tradeoffs," *Proc. of SIGCOMM '03*, 2003.

[5] Y. Azar, E. Cohen, A. Fiat, H. Kaplan, and H. Räcke, "Optimal oblivious routing in polynomial time," *Proc. of the 35th ACM Symposium on the Theory of Computing*, 2003.

[6] M. Kodialam, T. V. Lakshman, and S. Sengupta, "Efficient and Robust Routing of Highly Variable Traffic," *3rd Wksp. Hot Topics in Networks*, 2004.

[7] M. Kodialam, T. V. Lakshman, and S. Sengupta, "Traffic-Oblivious Routing for Guaranteed Bandwidth Performance," *Communications Magazine*, 45(4):46-51, Apr. 2007.

[8] B. Towles and W. J. Dally, "Worst-case Traffic for Oblivious Routing Functions," *Computer Architecture Letters*, 1, Feb. 2002.

[9] N. Spring, R. Mahajan, and D. Wetherall, "Measuring ISP topologies with Rocketfuel," *Proc. of the ACM SIGCOMM'02*, 2002.

[10] S. R. Thorncraft, H. R. Outhred, and D. J. Clements, "Evaluation of Open-Source LP Optimization Codes in Solving Electricity Spot Market Optimization Problems," *19th Mini-Euro Conference on Operation Research Models and Methods in the Energy Sector*, Sept. 2006.

[11] *LpSolve Reference Guide* [Online]. Available: http://lpsolve.sourceforge.net, 2005.

[12] J. Matoušek, B. Gärtner, *Understanding and Using Linear Programming*, Springer Verlag, 2007.

[13] M. Živković, *Algoritmi*, Matematički fakultet, 2000.

[14] R. K. Ahuja, T. L. Magnanti, J. B. Orlin, *Network Flows: Theory, Algorithms, and Applications*, Prentice Hall, 1993.

ABSTRACT

In this paper we propose the routing strategy that is based on load balancing and shortest path routing. We give the LP model used to optimize the routing. Then we compare the performance of the proposed routing with the classical shortest-path routing for some real network topologies. We show that the proposed routing modification guarantees higher node traffic, compared to the case of shortest-path routing.

ROUTING SCHEME BASED ON LOAD BALANCING AND SHORTEST-PATH ROUTING

Marija Antić, Aleksandra Smiljanić