

**ANALIZA I VERIFIKACIJA PREPORUKA ZA USPJEŠNU REDISTRIBUCIJU
RUTA IZMEĐU INSTANCI PROTOKOLA RUTIRANJA**
**ANALYSIS AND VERIFICATION OF RECOMMENDATIONS FOR SUCCESSFUL
ROUTE REDISTRIBUTION BETWEEN ROUTING PROTOCOL INSTANCES**

Zlatko Dejanović, Slavko Marić

REZIME: U ovom radu je analizirana tehnika redistribucije ruta između instanci protokola rutiranja. Iako se ova tehnika često koristi, u praksi njenu primjenu prate izraženi problemi. Jedan od uzroka ovih problema proističe iz nepostojanja usvojenih preporuka relevantnih organizacija/asocijacija za korištenje ove tehnike, što za posljedicu ima da se redistribucija često primjenjuje na neadekvatan ili pogrešan način. Umjesto široko usaglašenih i usvojenih preporuka, postoje aktuelne preporuke pojedinih proizvođača mrežne opreme koje su u radu kritički analizirane, pri čemu su identifikovani i prezentovani njihovi nedostaci. U radu su takođe date preporuke čijom primjenom se obezbjeđuje sigurnost, robusnost, dostupnost i aktiviranje rezervne putanje procesu redistribucije ruta, čak i u slučaju particionisanja instance rutiranja. Izložene preporuke su praktično demonstrirane i verifikovane pomoću softverskog paketa GNS.

KLJUČNE REČI: računarske mreže, protokoli rutiranja, redistribucija ruta

ABSTRACT: This paper analyzes the technique of route redistribution between routing protocol instances. Although it is shown that redistribution is often used, its usage is followed by expressed problems. One of the causes of these problems comes from a lack of official recommendations from relevant organizations/associations which would tell how this technique should be implemented. As a result, it is often done inadequately or incorrectly. Instead of widely agreed and adopted recommendations, there are only specific recommendations from the various manufacturers of network equipment that are critically analyzed in this paper and their shortcomings are identified and presented. Finally, the paper presents recommendations that bring to the process of route redistribution features of security, robustness, availability and activation of backup path, even in the case of routing instances partitioning. Featured recommendations are practically demonstrated and verified using the software package GNS.

KEY WORDS: computer networks, routing protocols, route redistribution

1. UVOD

Redistribucija ruta predstavlja jednu od najaktuelnijih tema u oblasti protokola rutiranja. Smatra se da uz probleme koje nastaju kod interne verzije protokola BGP predstavlja najizazovnije polje za mrežne analitičare.

Redistribucija je postupak ubrizgavanja ruta jednog protokola rutiranja u drugi tako da se rute predstavljaju pomoću pravila drugog protokola. Pravila se odnose na pojmove metrike¹ i administrativne distance². Redistribucija ruta je vrlo bitna tehnika za svojevrsno uvezivanje različitih protokola rutiranja. Međutim, glavni problem je u činjenici da ne postoji zvanični dokument sa preporukama kako redistribucija treba da se vrši, a da ne dođe do suboptimalnog rutiranja i ostalih problema koji mogu da se jave.

Iako je u početku glavni cilj svakog dizajna rutiranja bilo uspostavljanje bazične dostupnosti između udaljenih mreža, vremenom su ciljevi evoluirali u velike i kompleksne skupove [1]. Te skupove možemo podijeliti u četiri kategorije:

¹ Metrika predstavlja brojčanu vrijednost kojom se opisuje udaljenost neke mreže od rutera. Što je metrika neke putanje manja, ta putanja je povoljnija. Svaki protokol rutiranja ima svoj način na koji izračunava metriku i faktore koje uzima u obzir pri njenom izračunavanju, tako da metrike različitih protokola nisu uporedive.

² Jedan od načina pomoću kojeg se mogu razlikovati tipovi naučenih mreža naziva se administrativna distanca. Administrativna distanca je CISCO izum, ali je opšteprihvaćen način označavanja. Administrativna distanca predstavlja broj koji upućuje na način učenja odgovarajuće mreže. Što je taj broj manji, izvor se smatra vjerodostojnijim.

1. omogućavanje elastičnosti i predvidivog ponašanja u slučaju neželjenih situacija kao što su otkazi u mreži ili pojava zagušenja,
2. održavanje operacija unutar autonomnog sistema stabilnim i efikasnim,
3. održavanje veza između različitih autonomnih sistema,
4. uspješna borba sa kompleksnim interakcijama između širokog skupa protokola koji rade konkurentno.

Četvrta osobina je bila uzrok za nastanak tehnike redistribucije ruta.

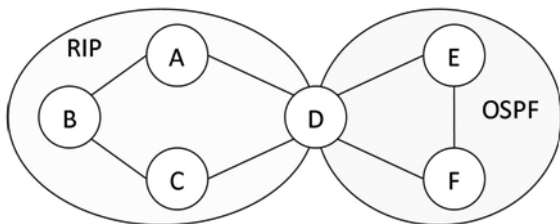
2. TEHNIKE REDISTRIBUCIJE RUTA

Struktura rutiranja u mnogim mrežnim okruženjima sastoji se od instanci više protokola. Razloga za ovu činjenicu ima više, od strukturne složenosti različitih organizacija, preko opreme od različitih proizvođača koji podržavaju različite protokole, pa do namjernog uvođenja više instanci radi lakšeg filtriranja ruta, limitiranja dostupnosti i ostvarivanja pravila koja su propisana u nekoj organizaciji.

Pošto različiti protokoli rutiranja "pričaju" različitim jezicima, oni nemaju uvid u informacije o rutiranju koje ima neka instanca drugog protokola. Da bi se prevazišao problem poređenja ruta sa metrikama različitih protokola, razvijena je tehnika redistribucije ruta. Ideja je da se rute koje ima jedan protokol rutiranja ubrizgaju u drugi protokol, ali prevedene tako da ih on može interpretirati. To znači da im se mora dodijeliti odgovarajuća metrika da bi ih protokol koji ih prima mogao tumačiti. Na primjeru sa slike 1 na ruteru D su kon-

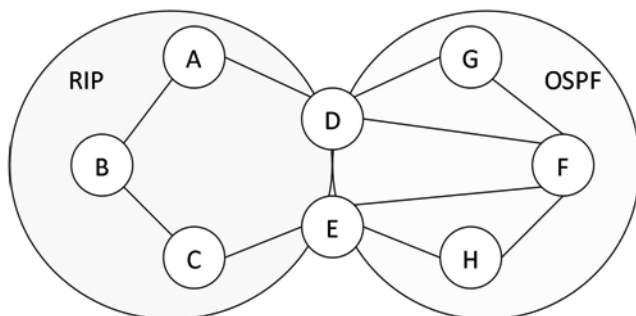
figurisani protokoli RIP i OSPF³. Međutim, bez eksplicitne konfiguracije ova dva procesa se “ne vide” međusobno. Na osnovu toga slijedi da ruteri A, B i C sa slike neće vidjeti mreže iz OSPF domena i obrnuto.

Redistribucija se može vršiti jednosmjerno i dvosmjerno. U slučaju da se konfigurira jednosmjerna redistribucija, samo jedan proces rutiranja na ruteru će vidjeti mreže iz drugog, ali ne i obrnuto. Za punu povezanost domena koji rade pod različitim instancama rutiranja neophodno je da se izvrši dvosmjerna redistribucija. Na primjeru sa slike 1 to bi se uradilo tako što bi se RIP rute ubrizgale u OSPF proces, ali i OSPF rute u RIP proces.



Slika 1: Topologija za demonstraciju redistribucije ruta u jednoj tački.

Redistribucija ruta ima dva osnovna cilja. Prvi cilj je prosljeđivanje informacija o rutiranju između različitih instanci u svrhu povezivanja različitih domena rutiranja. Drugi razlog je omogućavanje aktiviranja rezervnih putanja u slučaju otkaza u mreži. Ovaj razlog iziskuje još jednu klasifikaciju redistribucije – na redistribuciju u jednoj tački i redistribuciju u više tačaka. Bez redistribucije u više tačaka ne bi bilo moguće ostvariti rezervne putanje do mreža u susjednom, a ponekad i u svom domenu u slučaju pada redistribucionog rutera. Ukoliko na topologiji sa slike 2 otkaze link C-E, ruter C bi na osnovu postojanja redundantnih putanja i dvosmjerne redistribucije u tačkama D i E mogao automatski da izračuna novu putanju do rutera E. Na taj način bi ruter C do rutera E mogao da dođe putanjom C-B-A-D-F-E umjesto dotadašnjom direktnom putanjom.



Slika 2: Topologija za demonstraciju redistribucije ruta u više tačaka

Redistribucija ruta predstavlja dopunu procesa selekcije ruta koja se odvija na svakom ruteru. Svaki proces rutiranja na osnovu svog algoritma od svih ponuđenih ruta prema nekom odredištu bira najbolju koja ulazi u izbor za ulazak u tabelu rutiranja. Nakon tog koraka u izboru ostaju rute sa najmanjom

metrikom svog procesa. Na kraju se na nivou rutera od svih ponuđenih ruta prema nekom odredištu, koje su dostavili pojedini procesi rutiranja, bira ona sa najmanjom administrativnom distancom, odnosno ona čiji je izvor najvjerodostojniji.

Istraživanja su pokazala da je upotreba redistribucije ruta velika [1]. Međutim, za razliku od protokola rutiranja, koji su detaljno opisani u RFC dokumentima, ovaj koncept nema svoj zvanični dokument u kojem je opisan. Dokumentacija se svodi na preporuke različitih proizvođača mrežne opreme, ali te preporuke nisu generalne i uglavnom su pravljenе *ad hoc* za specifične situacije. Čak je pokazano da i te specifične preporuke imaju dosta propusta, što će biti navedeno kasnije u radu. Samim tim, redistribucija ruta se često pogrešno konfigurira, što vodi do suboptimalnog rutiranja, oscilacija ruta i stalnih petlji rutiranja.

U jednom kompleksnom istraživanju [1] skupljeno je 8035 konfiguracionih fajlova sa rutera iz realnog svijeta koji su pripadali trideset jednoj mreži. To je bilo jedno od prvih tzv. *white box* istraživanja pošto se na dotad najvećem skupu mreža analiziranje vršilo “iznutra”. Pomenuto istraživanje je dovelo do novih iznenađujućih informacija koje dotad prisutno *black box*⁴ istraživanje nije moglo da ponudi. Da bi uopšte došli do velikog broja povjerljivih podataka, autori su razvili tehniku kojom se iz konfiguracionih fajlova uklanjaju povjerljive informacije, ali i model kojim se apstrahuju bitne informacije iz konfiguracija. Kao rezultat istraživanja izvedena su tri najvažnija zaključka o redistribuciji ruta:

1. redistribucija ruta se veoma često koristi,
2. redistribucija ruta omogućava neke funkcionalnosti koje protokoli rutiranja sami ne mogu da ostvare,
3. konfigurisanje redistribucije ruta je raznovrsno i može biti prilično kompleksno.

Prije opisa najčešćeg problema koji se javlja pri redistribuciji bitno je napomenuti dvije osobine redistribucije ruta:

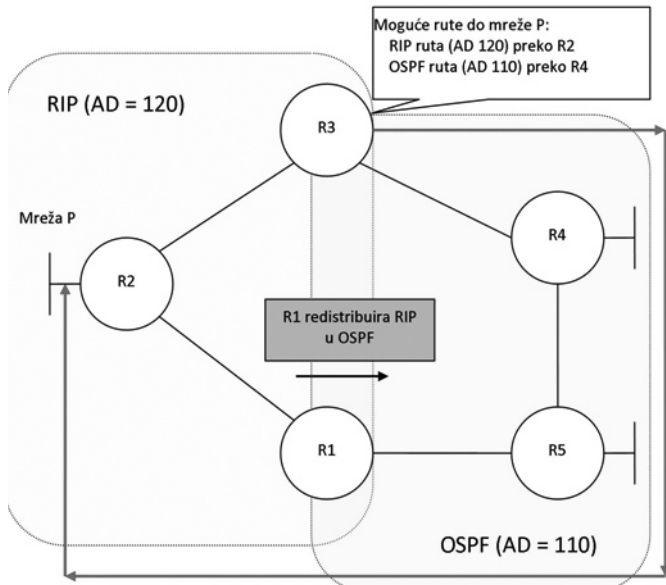
1. Redistribuiraju se samo rute koje se nalaze u tabeli rutiranja,
2. Konfigurisana redistribucija ne mijenja tabelu rutiranja rutera koji je vrši.

2.1 Pojam suboptimalnog rutiranja

Primjer suboptimalne putanje je prikazan na osnovnoj konfiguraciji na CISCO ruterima na slici 3. Bez upotrebe dodatnih tehnika ove pojave su neizbježne. U nastavku ovog rada pokazano je da predložene tehnike nisu dovoljne.

4 *Black box* istraživanja su zasnovana na informacijama do kojih istraživač može da dođe bez poznavanja privatnih i internih informacija o konfiguracijama uređaja na mreži. Tehnike koje se upotrebljavaju kod ovih istraživanja su, između ostalih, *ping*, *trace route* i *DNS lookup*.

³ RIPv2 (eng. *Routing Information Protocol*) i OSPFv2 (eng. *Open Shortest Path First*) su najpoznatiji interni protokoli rutiranja. Prvi se koristi za manje, a drugi za veće mreže. Za rutiranje između autonomnih sistema koristi se protokol BGP-4 (eng. *Border Gateway Protocol*). Navedeni protokoli su poslužili za demonstraciju različitih tehnika na kojima je težište ovog rada.



Slika 3: Topologija za demonstraciju suboptimalnog rutiranja

U topologiji na slici 3 ruter R1 vrši redistribuciju ruta iz RIP procesa u OSPF proces. Na osnovu toga ruter R3 mrežu P, koja se nalazi na lijevom interfejsu rutera R2, uči preko RIP procesa, ali i preko OSPF procesa zahvaljujući redistribuciji koju vrši ruter R1. Pošto je glavni kriterijum pri postojanju više izvora o nekoj mreži manja administrativna distanca, ruter R3 će izabrati suboptimalnu putanju koju označava strelica na slici.

Na topologiji sa slike 3 može da nastane još jedan problem. U slučaju da se jednosmjerna redistribucija vrši i na ruteru R1 i na ruteru R3, neizvjesno je na kojem ruteru će se pojaviti suboptimalna putanja. U nekim slučajevima može se desiti da ruter R1 do mreže P dolazi preko domena sa OSPF instancom, a u nekim da ruter R3 do mreže P dolazi preko domena sa OSPF instancom. Problem je što je nemoguće definisati pravilo koje bi moglo da utvrdi koji će ruter formirati suboptimalnu putanju. Na osnovu navedenog slijedi da je ponašanje rutera pri distribuciji u potpunosti nederminističko, što nikako ne predstavlja željenu situaciju.

3. PREGLED TRENUTNIH PREPORUKA ZA REDISTRIBUCIJU RUTA

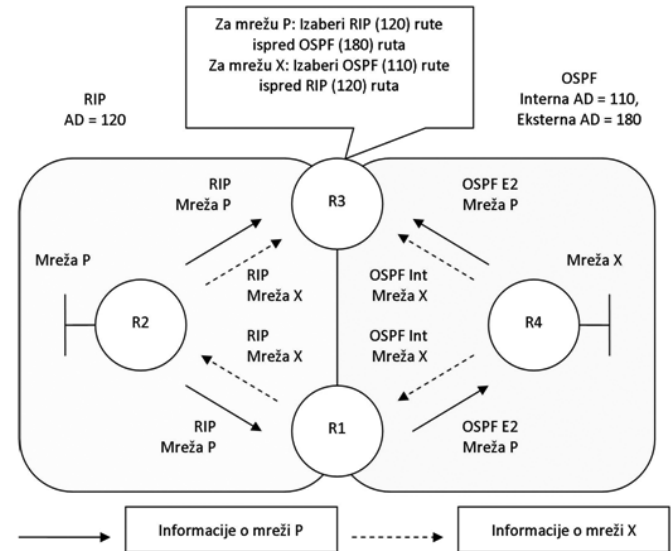
Dvije najznačajnije preporuke CISCO⁵ proizvođača su modifikovanje administrativne distance i tagovanje ruta [3]. Iako su ovo specifične preporuke jednog proizvođača, one se smatraju jednim od najznačajnijih prijedloga u ovoj oblasti.

3.1 Modifikovanje administrativne distance

Modifikovanje administrativne distance se zasniva na ideji da se pri redistribuciji ruta iz procesa rutiranja koji ima veću administrativnu distancu A u proces sa manjom distancom B rutama poveća distanca na vrijednost veću od A. Na primjer,

⁵ Iako je demonstracija tehnika u ovom radu rađena na CISCO ruterima, granularnost i tip informacija je vrlo sličan i kod drugih tipova rutera. Jedina razlika je u sintaksi jezika za konfiguraciju uređaja.

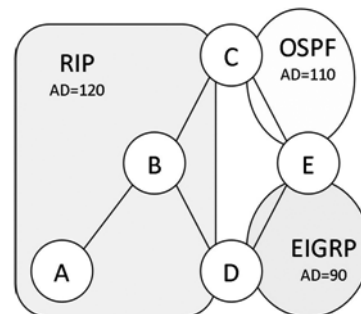
protokol EIGRP⁶ ima ugrađenu ovu osobinu, tako da njegove interne rute imaju distancu 90, a eksterne 170. U slučaju topologije sa slike 4 pri redistribuciji RIP ruta u OSPF proces one dobijaju distancu od 180 tako da R3 pravilno “uči” putanju do lokalne mreže rutera R2.



Slika 4: Modifikovanje administrativne distance pri redistribuciji ruta

3.2 Tagovanje ruta

Drugi način sprečavanja suboptimalnog rutiranja je pomoću filtriranja ruta. Pomoću različitih tehnika može se spriječiti da rute koje nose informaciju o određenim mrežama pređu granice redistribucije. Međutim, ova metoda nije skalabilna pošto bi se svaki put morala modifikovati prilikom promjena u topologijama ili dodavanjem novih mreža. Za rješenje navedenog problema koristi se koncept tagovanja ruta. Sve rute koje se redistribuiraju iz jednog procesa u drugi dobijaju proizvoljan broj, koji predstavlja oznaku ili tag rute. Na primjeru sa slike 5 rutama koje pređu iz lijevog u desni domen dodijeljen je tag, a na drugom graničnom ruteru rutama sa tagom je zabranjeno da se “vrate” u izvorni domen. Kako je kasnije pokazano u radu, ovaj predloženi pristup krši mnoga pravila dobre redistribucije.



Slika 5: Primjer tagovanja ruta

⁶ Protokol EIGRP (eng. Enhanced Interior Gateway Routing Protocol) je CISCO protokol zasnovan na vektoru razdaljine, iako je ranije bio smatran i za hibridni protokol pošto ima neke osobine slične protokolima zasnovanim na stanju veze. Za računanje metrike koristi više različitih faktora – propusni opseg, pouzdanost, kašnjenje, opterećenje linka i MTU (eng. Maximum Transmission Unit).

3.3 Sažet pregled korištenih tehnika

Sumarno, tri glavne metode za razbijanje kompleksnosti konfiguracija su:

1. tagovi – mogu se dodijeliti kao atribut ruti,
2. filteri za mreže – pružaju mogućnost da se primjene polise rutiranja na rute kojima se oglašava određena mreža,
3. modifikovanje administrativne distance – distanca se ne mora prihvatati sa podrazumijevanom vrijednošću, već se može modifikovati po ruteru, po procesu rutiranja i po mreži.

Zanimljivo istraživanje je sprovedeno u [4]. Ispitana je frekventnost korištenja tehnike redistribucije ruta i korištenje prethodno navedene tri metode. Dobijeni rezultati govore da 56% svih ispitanih mreža koje koriste redistribuciju ne koriste uopšte navedene metode. Međutim, kada se govori o mrežama koje koriste tehnike redistribucije za povezivanje autonomnih sistema, došlo se do podatka da čak 92% takvih mreža koriste bar jednu od navedenih tehnika, ako ne i više njih kombinovano.

4. ANALIZA PROBLEMA PRILIKOM REDISTRIBUCIJE

Nakon detaljne analize, u [5] su izdvojene dvije najznačajnije osobine redistribucije ruta:

1. Ruta se redistribuira samo ako je aktivna, tj. ako se nalazi u tabeli rutiranja rutera koji vrši redistribuciju. Potencijalne rute koje postoje do različitih destinacija, a ruter ih u selekcionom procesu nije stavio u tabelu rutiranja, ne mogu da se redistribuiraju.
2. Redistribucija ruta ne utiče na lokalnu selekciju ruta, tj. lokalno redistribuirane rute ne ulaze u izbor za tabelu rutiranja.

Prva osobina pokazuje da redistribucija ruta nije tranzitivna operacija. Recimo da na ruteru odvojeno rade tri protokola rutiranja X, Y i Z i da se vrši redistribucija iz X u Y i iz Y u Z. Ako je ruter naučio neku mrežu P preko protokola X, onda se ona ubrizgava u protokol Y. Međutim, dalja redistribucija iz Y u Z se neće vršiti pošto se u tabeli rutiranja rutera kao izvor za mrežu P ne vodi proces Y, već proces X.

Druga osobina znači da se uzimaju u obzir samo redistribuirane rute dobijene od strane drugog rutera.

Redistribucija ruta je tehnika kojom se mogu riješiti mnogi problemi, ali je istovremeno i veoma kompleksna tehnika. Ako se ne upotrebi na pravi način, može da generiše suboptimalno rutiranje, oscilacije ruta i stalne petlje rutiranja. U nastavku slijedi opis scenarija koji dovode do stalnih petlji rutiranja i oscilacije ruta.

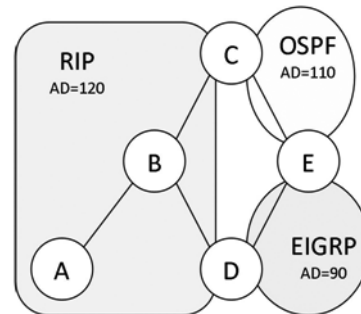
4.1 Petlje rutiranja

Na slici 6 prikazana je topologija pogodna za demonstraciju petlji rutiranja. Ako ruter A nauči putanju do neke mreže P preko protokola RIP, on će da obavijesti susjede o toj mreži. Kada slično postupi ruter B, svi ruteri u RIP domenu će da nauče putanju do te mreže, računajući i rutere C i D koji vrše dvosmjernu redistribuciju u OSPF i EIGRP ali i iz njih,

respektivno. Ruter E će na taj način da nauči mrežu P preko rutera D i da prosljedi informaciju ruteru C. Pošto ruter C dolazi do informacija o mreži P na dva načina (preko rutera B i RIP-a i preko rutera E i OSPF-a), on će u svoju tabelu rutiranja da stavi rutu koju je dobio od izvora sa manjom administrativnom distancom. Nakon toga, on će da redistribuira rutu iz OSPF-a u RIP. Kada ruter B dobije informaciju o mreži P i od rutera C, moguće su dvije situacije:

1. Metrika rute preko A je manja od metrike rute preko C,
2. Metrika rute preko C je manja od metrike rute preko A.

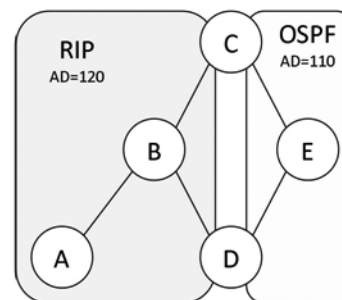
Prvi slučaj je manje štetan pošto će ruter A da ostane sljedeći skok za ruter B. Međutim, dešavaće se suboptimalno rutiranje pošto će ruter D do mreže P dolaziti putem D-E-C-B-A. U drugom slučaju, ruter C postaje sljedeći skok za ruter B i nastaje petlja rutiranja B-C-E-D-B. Oba slučaja dokazuju ranjivost tehnike redistribucije ruta u slučaju kada se ona primjeni bez dodatne konfiguracije.



Slika 6: Topologija za demonstraciju petlji rutiranja

4.2 Oscilacije ruta

Petlja rutiranja je moguća i u konfiguraciji mreže predstavljenoj na slici 7, ali ova slika će poslužiti za demonstriranje problema poznatog pod nazivom oscilacija ruta. Bitno je napomenuti da je sljedeća sekvenca događaja hipotetička, ali je sličan problem demonstriran i u praksi [5]. Ruteri C i D kroz RIP domen dobijaju informacije o mreži P, koja se nalazi na ruteru A. Ruteri C i D vrše dvosmjernu redistribuciju. Ovaj primjer pretpostavlja da ruteri istovremeno redistribuiraju rutu prema P u OSPF domen. Pošto informacija od C (D) preko rutera E dolazi do D (C), oba rutera preferiraju rutu prema P preko rutera E zbog manje administrativne distance OSPF domena. Samim tim, oni prestaju da vrše redistribuciju iz RIP u OSPF domen i počinju da redistribuiraju rutu u suprotnom smjeru. Naravno, sa prestankom redistribucije, svaki od rutera gubi informacije dobijene od ovog drugog, oni brišu rutu prema P i vraćaju se u početno stanje.

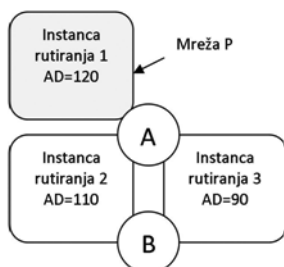


Slika 7: Topologija za demonstraciju oscilacije ruta

Ruter na kojem radi više protokola rutiranja instancira odvojen proces rutiranja za svaki od protokola. Na primjer, topologija na slici 8 sadrži tri instance rutiranja, na ruteru A se izvršavaju tri procesa rutiranja, a na ruteru B dva procesa. U ovom radu je prihvaćena jedna od predloženih notacija da se proces rutiranja označava preko imena rutera i instance rutiranja na način *<ime rutera>.<instanca rutiranja>*. Tako, na primjer, B.3 predstavlja EIGRP proces rutiranja na ruteru B.

Sljedeći niz događaja dovodi do oscilacije ruta na topologiji sa slike 8. Za opis događaja koristi se opisana notacija.

1. Pretpostavlja se da mreža P potiče iz instance 1.
2. A uči rutu preko A.1 i redistribuira je iz A.1 u A.2.
3. B prima rutu preko B.2, instalira je u svoju tabelu rutiranja i redistribuira rutu iz B.2 u B.3.
4. A prima dvije rute do destinacije P: jednu preko A.1 i drugu preko A.3. Pošto A.3 ima manju administrativnu distancu, A.3 postaje izabrani proces rutiranja prema mreži P. Samim tim, A prestaje da redistribuira rutu iz A.1 prema A.2 pošto A.1 više nije primarni proces za učenje mreže P.
5. Pošto je ruter A prestao da vrši redistribuciju iz A.1 prema A.2, ruter B više ne prima nikakvu informaciju o mreži P. Samim tim, on uklanja rutu iz tabele rutiranja i prestaje da je oglašava prema B.3.
6. Sada i proces A.3 ne prima informaciju o ruti prema mreži B, pa je ruter A briše i vraća se u stanje identično stanju iz koraka 2. Slijedi da postoji stalna oscilacija rute prema mreži P.



Slika 8: Topologija za demonstraciju problema kod postojećih specifičnih preporuka pri redistribuciji ruta

4.3 Sigurnost i monotonost

Prije daljeg izlaganja vezanog za redistribuciju ruta neophodno je definisati pojmove sigurnosti i monotonosti pri redistribuciji ruta.

Konfiguracija redistribucije ruta se naziva sigurnom ako za sve moguće aktivacione sekvence izvršavanje redistribucione logike konvergira ka acikličnom stanju. Aciklično stanje označava nepostojanje zatvorene redistributivne putanje. Zanimljivo izlaganje povodom ove osobine može se naći u [5] gdje su autori razvili formalni matematički model kojim su dokazali da je problem utvrđivanja da li je redistribucija rezultirala sigurnim stanjem NP-težak.

Analiza redistribucije ruta otkriva da je ova tehnika veoma slična vektorski zasnovanim protokolima. Nažalost, redistribucija ruta ne zadovoljava uslov monotonosti koji je jedan od najbitnijih za pomenute protokole [6]. Naime, vrijednost redistribuirane rute ne mora biti manja od inicijalno primljene

rute čime se krši ovaj princip. Međutim, prefiks “nažalost“ može lako da se transformiše u “na sreću“ ako se uvide sve prednosti tehnologije i ona primijeni na pravi način.

4.4 Redistribucija ruta i BGP

Protokol BGP može da posluži kao alternativa za redistribuciju ruta. Međutim, redistribucija ruta ima značajne prednosti. Prvo, kod BGP-a je poželjno da postoji potpuna povezanost (eng. *full mesh*) rutera, kako graničnih tako i internih. Redistribucija ruta zahtijeva konfiguraciju samo na graničnim ruterima. Postoji i varijanta da se BGP rute ubrizgaju u interni protokol rutiranja, ali i za to se mora koristiti redistribucija. Takođe, ova tehnika se ne preporučuje zbog glomaznosti BGP tabela čije bi informacije vjerovatno zagušile interni protokol [7]. Drugo, BGP ne podržava rezervne putanje u slučaju particionisanja mreže.

Nedavno istraživanje je dodatno otkrilo da se u mnogim mrežama redistribucija ruta koristi umjesto BGP-a [6]. Dva glavna razloga za to su:

1. efikasno rutiranje i,
2. oporavak nakon particionisanja mreže.

Za prvi problem kao analogija može da posluži jedan primjer objašnjen preko geografskih pojmova. Na primjer, kompanija treba da poveže tri ogranka, od kojih se jedan nalazi u Aziji, drugi u Sjevernoj Americi, a treći u Evropi. Ako postoji potpuno povezivanje između ogrankova, BGP protokol bi po svojim podrazumijevanim podešavanjima uvijek izabrao trans-Pacifički link ispred trans-Atlantskog u slučaju da treba da rutira saobraćaj od Sjeverne Amerike do Azije, zbog toga što je atribut *AS_PATH* tako programiran. Međutim, za saobraćaj sa istočne obale bi bilo povoljnije da ide preko Evrope. Pokazano je da čak i pokušaj zaobilazanja *AS_PATH* atributa podešavanjem *LOCAL_PREF* atributa ne dovodi do efikasnog rutiranja u svakoj situaciji. Samim tim, evidentno je da BGP ne obezbijeduje uvijek efikasno rutiranje.

Drugi problem se javlja kada se usljed pada nekog linka u mreži, ona particioniše na dvije cjeline. Čak i ako postoji put od jedne do druge preko nekog drugog domena, BGP ovaj put neće učiniti aktivnim pošto njegova logika ne dozvoljava da putanja koja polazi od njegovog autonomnog sistema ponovo kroz njega prođe. Ovo ponašanje može da se prekonfiguriše, ali tada BGP postaje ranjiv na petlje u prosljeđivanju.

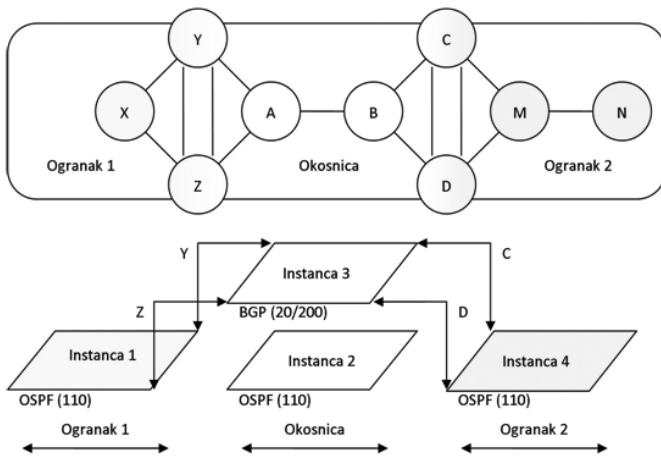
4.5 Limitiranost postojećih rješenja

Glavna preporuka u CISCO dokumentaciji, vezana za redistribuciju ruta, je da se ruta nikad ne vraća u domen iz kojeg je potekla. To je njihovo ponuđeno rješenje u borbi protiv oscilacija ruta i petlji rutiranja. Međutim, u ovom radu je demonstriran scenario koji pokazuje da i ovakva strategija može da dovede mrežu u nesigurno stanje. Osim toga, ovim principom se direktno ukida jedna od bitnih osobina redistribucije ruta – automatsko pronalaženje rezervne putanje do neke interne mreže preko drugog domena u slučaju otkaza primarne putanje. Doduše, ovo rješenje postoji, ali samo u manjem obimu pošto se može iskoristiti samo na graničnim ruterima, ali ne i na ruterima unutar autonomnog sistema [8].

Dalja ograničenja u ponuđenim specifičnim rješenjima ogledaju se u sljedeće dvije situacije:

1. mogućnost dobijanja informacija o ruti iz više izvora,
2. rute se redistribuiraju više puta.

Prvi problem se može demonstrirati na topologiji sa slike 9 čije su instance rutiranja prikazane u donjem dijelu slike. Problem može da nastane ako izvor neke mreže P nije samo ruter X i instanca rutiranja 1, već je izvor iste mreže i ruter N i instanca rutiranja 4. Informacije koje stižu od rutera N nisu redistribuirane iz BGP domena. U ovom slučaju, informacija koja stiže od rutera N se čini validnom za ruter D. Ruter D sada ima dvije rute, jednu od instance rutiranja 3, a jednu od rutera N i instance rutiranja 4. Ruta redistribuirana od rutera C ne ulazi u izbor jer je redistribuirana iz BGP domena. On bira rutu koju oglašava ruter N i pokazuje na ruter M kao sljedeći skok prema mreži P. Međutim, pošto M nije granični ruter, on ignoriše rutu primljenu od rutera D i sada ima dvije rute naučene od internih protokola rutiranja – jednu redistribuiranu od C i jednu od N. M će izabrati rutu preko C ako je težina linka C-M manja od težine linka M-N i pokazuje na C kao sljedeći skok. Ovakav scenario rezultuje petljom rutiranja B-D-M-C-B.



Slika 9: Topologija za demonstraciju problema rute sa višestrukim izvorima sa predstavom instanci rutiranja

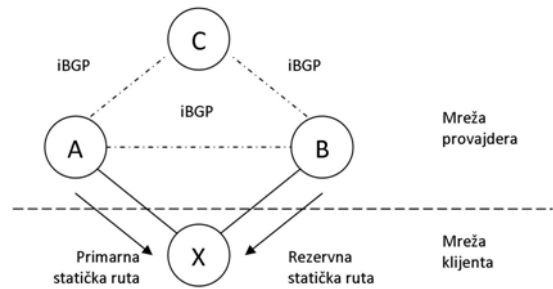
Drugi problem je detaljno analiziran u [9]. Zasniva se na činjenici da se bitovi u zaglavlju paketa brišu u određenim situacijama, što ima za posljedicu da ruter može izabrati redistribuiranu rutu iako će takav izbor dovesti do petlje rutiranja.

Rješenja za navedene probleme su ponudili proizvođači mrežne opreme, ali su ona uglavnom bazirana na iskustvu pa samim tim nisu sistematski validirana. U istraživanjima je pokazano da i ove "zakrpe" imaju svoje nedostatke [9].

4.6 Problem nederminističkog ponašanja prilikom redistribucije

Još jedan scenario nepoželjnog rezultata redistribucije ruta opisan je u [10]. Može se demonstrirati na slici 10. Sastoji se od mreže provajdera koja nudi usluge Interneta klijentu preko dva linka: A-X i B-X. Na ruterima A, B i C radi interni protokol rutiranja pri čemu je ostvarena puna iBGP povezanost. Na ruterima A i B statičke rute, kojima se rutira saobraćaj prema mrežama klijenta, redistribuiraju se u BGP da bi se mogle

dalje propagirati u druge BGP mreže. Klijent je odredio link A-X kao primarni put u svoju mrežu, a B-X kao rezervnu putanju. Na osnovu toga je BGP proces na ruteru B konfigurisan sa manjom administrativnom distancom od statičke rute. Očekivano ponašanje je da ruter B uvijek šalje saobraćaj prema ruteru X preko rutera A, kad god je link A-X u funkciji. Međutim, putanje rutiranja na B iznenadujuće zavise od vremena kada su statičke rute unesene na ruterima A i B. Ovakvo nederminističko ponašanje je očigledno anomalija sa značajnim posljedicama.

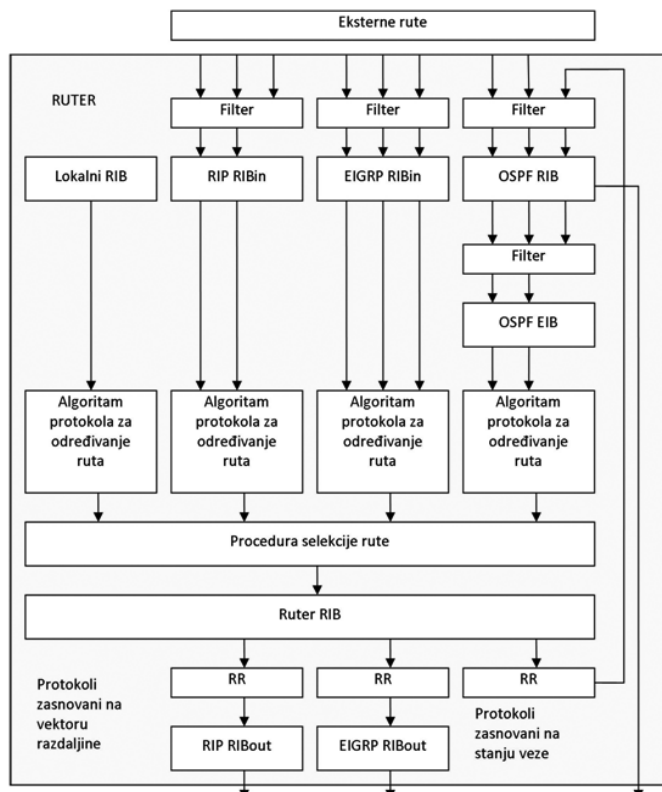


Slika 10: Topologija za demonstraciju problema nederminističkog ponašanja rutera

U [10] je predložen model koji bi sprečavao nedeterminističko ponašanje. Takođe je pokazano da aktuelna CISCO rješenja ne posjeduju ovu osobinu. Skica dobijenog modela je prikazana na slici 11.

Dobijeni model je prvo razvijen za protokole zasnovane na vektoru razdaljine, pa je zatim dodata i ekstenzija za podršku protokolima zasnovanim na stanju veze (desni dio slike 11). Ovo je bilo neophodno zbog same logike pomoću koje funkcionišu protokoli. Naime, prva klasa protokola prvo procesira primljene informacije pa tek onda oglašava najbolje putanje, i to samo njih. Druga klasa protokola se zasniva na tome da svi ruteri skupe sve informacije o mreži pa tek onda računaju putanje.

Po osnovnom modelu (za podršku protokola zasnovanih na vektoru razdaljine) svaki proces rutiranja (npr. RIP) dobija dvije tabele RIB (eng. *Routing Information Base*). Prva tabela – *RIBin* sadrži dolazna oglašavanja, a druga – *RIBout* odlazna. Novo dolazno oglašavanje prvo mora da prođe kroz određene filtere, koji odbacuju nevalidne informacije i informacije koje polisa zabranjuje. Algoritam za određivanje rute specifičan za svaki protokol naknadno bira najbolju rutu od svih ruta prema određenoj mreži. Nakon toga, svaki proces rutiranja prezentuje svoju najbolju rutu prema odredištu i one sve ulaze u proceduru izbora rute koja se sad odvija na nivou rutera. Aktivna ruta se bira na osnovu najniže administrativne distance i instalira se u tabelu rutiranja datog rutera. Po ovom modelu, aktivna ruta se automatski redistribuiru u *RIBout* selektovanog procesa. Ona se može redistribuirati i u druge procese rutiranja dodatnom konfiguracijom. Lokalno redistribuirane rute ne ulaze u razmatranje bilo kog algoritma za određivanje rute specifičnog za protokol. Na osnovu toga, status ove rute nije dvosmislen iz perspektive procedure za selekciju rute na nivou rutera.



Slika 11: Model za rješavanje problema nederminističkog ponašanja

Ekstenzija za protokole zasnovane na stanju veze je malo modifikovana. Svakom procesu rutiranja zasnovanom na stanju veze takođe se dodjeljuju dvije tabele – RIB i EIB (eng. *Eligible Information Base*). U RIB se smještaju regularna pristigla ažuriranja, uključujući i lokalno redistribuirane rute, dok je EIB podskup RIB, takav da se u njemu izoluju rute koje su validne da postanu aktivne rute. Samim tim, između ove dvije tabele se nalazi odgovarajući filter koji sprečava lokalno redistribuirane rute da uđu u EIB. Zatim se algoritam za određivanje ruta izvršava nad EIB i najbolja ruta ulazi u izbor za tabelu rutiranja. Na osnovu svega navedenog, i dio za redistribuciju ruta zahtijeva neznatnu izmjenu u odnosu na lijevi dio slike 8.

U tekstu koji slijedi dat je prijedlog univerzalnih preporuka za sigurnu redistribuciju ruta. Prvo istraživanje na ovu temu dato je u [8]. Cijelo ovo polje je još neistraženo i zasniva se na preporukama proizvođača rutera za specifične situacije. Dosad je pokazano da i te preporuke imaju svoje propuste.

5. GENERALNE SMJERNICE ZA USPJEŠNU REDISTRIBUCIJU

Pošto postojeća rješenja prije predstavljaju okvire nego preporuke za generalno korištenje, u [8] je predloženo pet smjernica za redistribuciju ruta u odnosu na osobine koje pružaju.

Preporuke su organizovane na taj način da svaka sljedeća dopunjuje prethodnu nekom novom osobinom. Karakteristike procesa redistribucije ruta koje se postižu implementacijom preporuka su sigurnost, robusnost, puna dostupnost, aktiviranje rezervnih putanja i aktiviranje rezervnih putanja u slučaju particionisanja neke instance rutiranja.

5.1 Preporuka za sigurnost

Prva preporuka donosi osobinu sigurnosti i glasi:

- *Ruti koja se redistribuira kroz sekvencu instanci rutiranja, administrativnu distancu treba povećavati svaki put kada se ruta redistribuira i ne treba je smanjivati kada se ruta propagira unutar instance rutiranja.*

Kada se ruta redistribuira, ona se oglašava samo susjednim ruterima. Po tome je redistribucija ruta veoma slična protokolima zasnovanim na vektoru razdaljine. Na osnovu toga, može se pozvati na [11] gdje je na osnovu metarutiranja⁷ pokazano da je za navedenu klasu protokola stroga monotonost dovoljan uslov za korektnost. Stroga monotonost znači da vrijednost putanje opada sa njenim produžavanjem.

Po ovoj preporuci koristi se administrativna distanca da bi se svakoj redistribuiranoj mreži odredila njena preferabilnost. Ovo predstavlja pravi izbor pošto administrativna distanca u procesu selekcije rute predstavlja najvažniji kriterijum. Povećavanje administrativne distance, kao prvi dio preporuke, nadovezuje se na navedenu karakteristiku.

Drugi dio preporuke je neophodan zbog prirode administrativne distance. Tu dolazi i do razilaženja redistribucije ruta i protokola rutiranja zasnovanih na vektoru razdaljine. Naime, administrativna distanca ima lokalni karakter na ruteru i ne propagira se pomoću signalnih poruka. Kao što je poznato, poruke koje iniciraju protokoli rutiranja sadrže informacije o preferabilnosti neke rute u vidu metrike. Na osnovu toga je neophodno naglasiti da se administrativna distanca ne smije smanjivati na ruterima koji se nalaze u istoj instanci rutiranja.

Prva preporuka omogućava procesu redistribucije osobinu sigurnosti, ali ne i robusnosti. Robusnost znači da proces redistribucije ostaje siguran čak i u slučaju pada linka ili rutera u mreži.

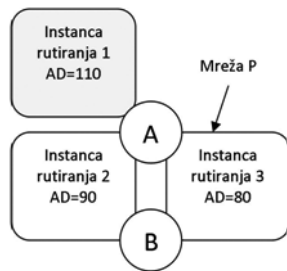
5.2 Preporuka za robusnost

Druga preporuka donosi osobinu robusnosti i glasi:

- *Potrebno je konfigurisati jedinstvenu administrativnu distancu prema mreži P u svim procesima rutiranja unutar svake instance rutiranja. Na osnovu toga, treba da se vrši redistribucija rute prema mreži P samo u instanci rutiranja gdje je mreža P konfigurisana sa većom administrativnom distancom.*

Ova preporuka omogućava sigurnost i u slučaju da dođe do pada rutera ili linka u mreži. Lako je pokazati da se poštuju oba dijela prve preporuke. Međutim, ova preporuka ne donosi procesu redistribucije ruta punu dostupnost što se može demonstrirati na primjeru sa slike 12.

⁷ Kroz cijeli rad se vrši samo referenciranje na metarutiranje i, uopšteno, matematičke modele za pokazivanje osobina rutiranja. Ulazak u dubinu te tematike bi, po autorovom mišljenju, odveo rad u nekom drugom pravcu u odnosu na onaj koji je zamišljen.



Slika 12: Topologija za demonstraciju robusnosti bez dostupnosti kod procesa redistribucije

Pretpostavlja se da se redistribucija vrši i na ruteru B i na ruteru A. Ruter B vrši redistribuciju ruta iz instance 3 u instancu 2, a ruter A vrši redistribuciju ruta iz instance 2 u instancu 1. Na ruteru A rade tri odvojena procesa rutiranja, a na ruteru B dva. Ako je mreži P izvor instanca rutiranja 3, slijedi da će ruteri u instanci rutiranja 2 naučiti putanju prema toj mreži kada ruter B izvrši redistribuciju. Sada ruter A ima dvije ponuđene rute prema mreži P – preko instance 3 i preko instance 2. Pošto instanca 3 ima manju administrativnu distancu, ruter A će da nauči rutu prema mreži P preko instance rutiranja 3 i samim tim, neće izvršiti redistribuciju te rute ruterima u instanci rutiranja 1. Samim tim, ruteri u instanci rutiranja 1 neće znati putanju prema mreži P.

5.3 Preporuka za robusnost i dostupnost

Treća preporuka nadopunjuje drugu na način da procesu redistribucije dodatno donosi i dostupnost uz već postojeću robusnost. Ona glasi:

- *Skup rezultujućih redistributivnih putanja mora da pokriva sve instance rutiranja koje zahtijevaju dostupnost. Ruter vrši redistribuciju samo iz procesa rutiranja sa najnižom administrativnom distancom.*

Na osnovu ove preporuke, redistribucija bi se na topologiji sa slike 12 vršila na sljedeći način: ruter B bi i dalje vršio redistribuciju iz instance 3 u instancu 2, ali bi sada ruter A vršio redistribuciju takođe iz instance 3 u instancu 1 (umjesto iz instance 2) pošto instanca 3 ima manju administrativnu distancu od instance 2. Problem pune dostupnosti je na ovaj način riješen.

Međutim, na ovaj način još uvijek nije riješen problem automatskog aktiviranja rezervne putanje u slučaju otkaza u mreži, a to je jedna od važnijih osobina koju može da donese redistribucija ruta.

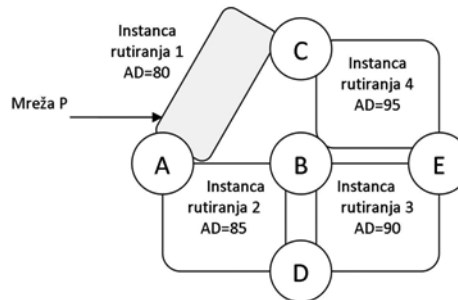
5.4 Preporuka za robusnost, dostupnost i aktiviranje rezervne putanje

Četvrta preporuka nadopunjuje treću na način da procesu redistribucije dodatno donosi i aktiviranje rezervne putanje uz već postojeću robusnost i dostupnost. Ona glasi:

- *Treba da se konfiguriraju više razdvojenih redistributivnih putanja prema instanci rutiranja koja zahtijeva dostupnost.*

Razdvojene putanje se definišu kao putanje koje ne sadrže nijedan zajednički ruter niti ijednu zajedničku instancu rutiranja. Ova preporuka donosi procesu redistribucije osobinu akti-

viranja rezervne putanje i u slučaju pada rutera koji vrši redistribuciju i u slučaju pada cijele instance rutiranja. U primjeru sa slike 13 pretpostavlja se da je instanca 3 kritična. U slučaju da se obezbijede dvije putanje redistribucije (A.1 -> A.2, B.2 -> B.3 i C.1 -> C.4, E.4 -> E.3) pad rutera A ne bi uticao na rutu prema mreži P na ruterima u instanci 3. Da bi topologija sa navedenim putanjama zadovoljavala uslove i iz prve tri preporuke neophodno je modifikovati administrativne distance pošto se sada redistribucija vrši iz instance 4 u instancu 3, a administrativna distanca instance 4 je veća od administrativne distance instance 3. Problem bi riješilo postavljanje administrativnih distanci na 95, 90 i 85 instancama 3, 2 i 4, respektivno.



Slika 13: Topologija za demonstraciju robusnosti, dostupnosti i aktiviranja rezervne putanje kod procesa redistribucije

Međutim, ova preporuka ne može da garantuje aktiviranje rezervne putanje u slučaju particionisanja jedne od instanci rutiranja. Na primjer, ako se na topologiji sa slike 13 desi particionisanje instance 1 na dva dijela (ruter A u jednom, ruter C u drugom), jedna od particija bi ipak mogla ostati bez rezervne putanje.

5.5 Preporuka za očuvanje rezervne putanje u slučaju particionisanja instance rutiranja

Peta preporuka podrazumijeva postavljanje administrativne distance ruti na osnovu taga kojeg ruta nosi. Ova preporuka nadopunjuje prethodnu na način da procesu redistribucije donosi osobinu aktiviranja rezervne putanje i u slučaju particionisanja instance rutiranja. Ona glasi:

- *Treba identifikovati skup redistributivnih putanja koje pokrivaju sve instance rutiranja koje zahtijevaju dostupnost. Zatim treba omogućiti dvosmjernu uzajamnu redistribuciju između instanci rutiranja na tim putanjama. Treba dodijeliti tag svakoj ruti i povećavati vrijednost taga svaki put kada se ruta redistribuira i, shodno tome, implementirati polisu na svim ruterima da postave administrativnu distancu novoprimitljenim rutama jednaku vrijednosti taga.*

Sa ovom preporukom redistribucija ruta se potpuno približava protokolima rutiranja zasnovanim na vektoru razdaljine pošto se indirektno eliminiše osobina za koju je ranije opisano da ih razdvaja.

6. PRAKTIČNA REALIZACIJA I VERIFIKACIJA PREPORUKA ZA USPJEŠNU REDISTRIBUCIJU

U ovoj sekciji praktično su demonstrirane i verifikovane tehnike i preporuke opisane u ovom radu.

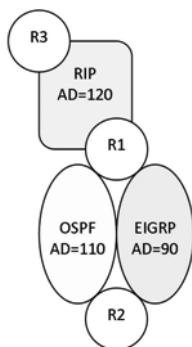
Za demonstraciju različitih tehnika korišten je GNS (eng. *Graphical Network Simulator*) simulator. U njemu je simulacija vršena na CISCO c2691 ruterima sa svojim operativnim sistemima. Ovakav izbor ne umanjuje generalnost ovog rada pošto svaki proizvođač mrežne opreme ima svoj konfiguracioni jezik, ali funkcionalnosti koje su implementirane na različiti način su veoma slične.

Realizovana su tri scenarija. Prvi se odnosi na robusnost i dostupnost, drugi na aktiviranje rezervnih putanja, a treći na dodatni problem mogućeg partitionisanja instance rutiranja. Dati su opisi scenarija i dobijeni rezultati.

U sva tri scenarija podrazumijeva se prva preporuka o sigurnoj redistribuciji.

6.1 Praktična primjena druge i treće preporuke za uspješnu redistribuciju

Na topologiji sa slike 14 demonstrirana je upotreba druge i treće preporuke za uspješnu redistribuciju. Takođe je verifikovano da će se ruteri ponašati na željeni način u slučaju nepredviđenih situacija u mreži.



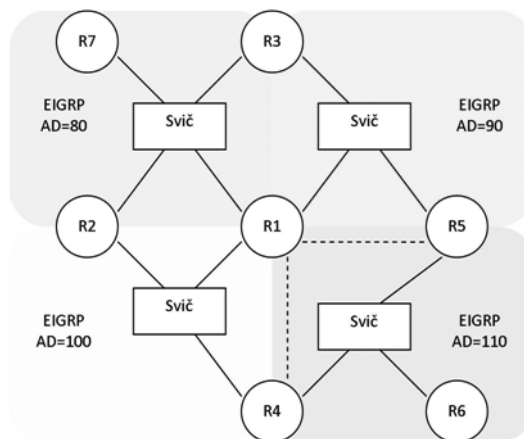
Slika 14: Topologija realizovana u GNS-u za demonstraciju druge i treće preporuke za uspješnu redistribuciju

Na slici 14 postoje tri instance rutiranja sa podrazumijevanim administrativnim distancama 90, 110 i 120. Glavni cilj je da host na ruteru R3 iz instance RIP protokola može da dođe do hosta na ruteru R2 iz instance EIGRP protokola. U slučaju da se sigurna redistribucija vrši tako da ruter R2 redistribuira EIGRP rute u OSPF proces, a ruter R1 OSPF ruta u RIP proces, zadatak nije moguće ostvariti. Naime, pokazano je da ruter R1 neće redistribuirati EIGRP mreže u RIP proces pošto ih nije naučio preko OSPF procesa koji zapravo redistribuira.

Ako se napravi modifikacija u skladu sa trećom preporukom, pokazano je da se problem rješava. Naime, po modifikaciji će ruter R1 da vrši redistribuciju iz EIGRP procesa u RIP proces umjesto iz OSPF procesa pošto EIGRP ima manju administrativnu distancu. Sada je ostvarena puna dostupnost između željenih krajnjih tačaka. Dodatno je bilo potrebno konfigurisati *default* rutu na ruteru R2.

6.2 Praktična primjena četvrte preporuke za uspješnu redistribuciju

Na topologiji sa slike 15 demonstrirana je upotreba četvrte i pete preporuke za uspješnu redistribuciju. Takođe je verifikovano da će se ruteri ponašati na željeni način u slučaju nepredviđenih situacija u mreži.



Slika 15: Topologija realizovana u GNS-u za demonstraciju četvrte i pete preporuke za uspješnu redistribuciju

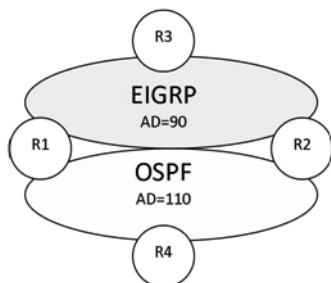
Glavni zahtjev topologije sa slike 15 je da uvijek postoji redundantna veza između nekog hosta A na ruteru R6 i nekog hosta B na ruteru R7. Ukupno su konfigurisane četiri instance protokola EIGRP. Svaka instanca je realizovana sa brojem koji prezentuje kako je modifikovana interna, ali i eksterna administrativna distanca instance. Da bi se ostvarili uslovi iz četvrte preporuke za uspješnu redistribuciju, realizovana su dvije razdvojene putanje preko kojih se vrši redistribucija. Prva uključuje redistribuciju koju vrši ruteri R3 (iz EIGRP 80 u EIGRP 90) i R5 (iz EIGRP 90 u EIGRP 110). Druga uključuje redistribuciju koju vrše ruteri R2 (iz EIGRP 80 u EIGRP 100) i R4 (iz EIGRP 100 u EIGRP 110). U konfiguraciji su podešeni parametri tako da metrika putanje preko R5 bude manja od metrike putanje preko R4. Na ruterima R2, R3 i R7 su konfigurisane plutajuće *default* rute kojima je zadatak da navedenim ruterima omoguće prosljeđivanje saobraćaja do hosta A. Obaranjem linkova na ruteru R3 verifikovano je da ruter R6 uči rezervnu putanju prema hostu B preko rutera R4. Pošto ne postoje ciklične putanje, ovakva konfiguracija je sigurna, a očigledno je da i u slučaju pada nekog linka ostaje robusna. Te karakteristike se dobijaju praćenjem prve tri preporuke. Glavni preduslov je ostvaren na način da se redistribucija vrši samo iz instanci sa manjom administrativnom distancom.

6.3 Praktična primjena pete preporuke za uspješnu redistribuciju

Nažalost, softver korištenog operativnog sistema ne dozvoljava postavljanje administrativne distance ruti na osnovu taga kojeg nosi što je zahtjev pete preporuke. Ovo se može nazvati značajnim nedostatkom CISCO rutera iako postoje drugi načini na koje se može rješavati problem. U topologiji sa slike 15, u slučaju da se instanca rutiranja 100 particioniše na dva dijela sa R2 u jednom, a R1 i R4 u drugom može doći do problema ako ruteri R1 i R4 vrše dvosmjernu redistribuciju. Pokazano je da se povećavanjem administrativne distance za eksterne EIGRP rute u instanci 100 ovaj problem rješava. Ovo je sličan postupak koji bi se primjenio direktnim korištenjem pete preporuke, što nije moguće u datim uslovima.

Takođe je u topologiji sa slike 16 pokazano nepredvidivo ponašanje rutera pri implementaciji tagovanja ruta. Naime, pri dvosmjernoj redistribuciji na oba granična rutera (R1 i

R2) u slučaju da se administrativna distanca eksternih EIGRP ruta postavi na jednaku vrijednost kao kod internih (na 90), dešava se neterminističko ponašanje pri implementaciji filtriranja ruta pomoću tagova. Prije implementacije filtriranja, pri čistoj dvosmjernoj uzajamnoj redistribuciji, jedan od graničnih rutera na pravilan način izabere rute, a kod drugog se dešava suboptimalno rutiranje, tj. do ruta iz jednog domena se dolazi preko drugog domena (u ovom slučaju, do ruta iz OSPF domena se dolazi preko EIGRP domena koji ima nižu administrativnu distancu). Prvi problem je već ranije objašnjen u četvrtoj sekciji. Ruteri se nedeterministički ponašaju i nemoguće je predvidjeti kod kojeg će se pojaviti suboptimalno rutiranje. Za razliku od prvog, drugi problem je deterministički. Naime, nakon implementacije filtriranja pomoću tagovanja ruta na način da se rutama dozvoli da samo dva puta budu redistribuirane, ruteri samo zamijene uloge. Kod rutera koji je ispravno rutirao sada se pojavljuju suboptimalne putanje i obrnuto. Ovo je očigledno jedna od grešaka u implementaciji CISCO softvera za rutiranje.



Slika 16: Topologija realizovana u GNS-u za demonstraciju problema prilikom tagovanja ruta

7. ZAKLJUČAK

Redistribucija ruta uz probleme koji se javljaju kod interne verzije protokola BGP predstavlja najaktuelniju i najznačajniju neriješenu temu u svijetu protokola rutiranja.

Motivi za primjenu redistribucije ruta su raznovrsni. Protežu se od želje različitih timova iste organizacije da rade sa različitim protokolima rutiranja, preko limitiranosti mrežne opreme, pa sve do procesa migracije sa jednog protokola rutiranja na drugi. Iako koncept ubrizgavanja ruta iz jednog protokola rutiranja u drugi na prvi pogled može da izgleda trivijalno, u radu su demonstrirani kompleksni problemi koji mogu nastati pri implementaciji ovog postupka. Glavni problem se može tražiti u nepostojanju usvojenog standarda kako redistribuciju ruta treba uspješno obavljati. Dosad su se sve preporuke svodile na preporuke pojedinih proizvođača mrežne opreme, ali su i te preporuke prepune nedostataka. Rezultat istraživanja prezentovanog u ovom radu je objedinjavanje većine trenutnih saznanja iz ove oblasti, uz filtriranje optimalnih preporuka za

redistribuciju ruta. Pokazalo se da optimalne preporuke moraju da obezbijede procesu redistribucije ruta osobine sigurnosti, robusnosti i aktiviranja rezervne putanje, čak i u slučaju partionisanja instance rutiranja. Na kraju rada su sve predložene preporuke testirane i verifikovane u praktičnim primjerima i naznačeni su pravci daljeg istraživanja u ovoj oblasti, koje je i u svijetu tek u početnoj fazi.

LITERATURA

- [1] D. Maltz, G. Xie, J. Zhan, H. Zhang, G. Hjalmtysson, A. Greenberg, Routing Design in Operational Networks: A Look from the Inside, ACM SIGCOMM, 2004.
- [2] Jeff Doyle, Routing TCP/IP, Volume I, Second Edition, Cisco Press, 2005.
- [3] Wendell Odom, CCIE Routing and Switching Official Exam Certification Guide, 2nd Edition, Cisco Press, 2006.
- [4] F. Le, G. Xie, D. Pei, J. Wang, H. Zhang, Shedding Light on the Glue Logic of the Internet Routing Architectures, ACM SIGCOMM, 2008.
- [5] F. Le, G. Xie, H. Zhang, Understanding Route Redistribution, IEEE ICNP, 2007.
- [6] F. Le, G. Xie, H. Zhang, Understanding Route Redistribution, IEEE ICNP, 2007.
- [7] Brian D. Stewart, Clare Gough, CCNP BSCI Official Exam Certification Guide, Cisco Press, 2008.
- [8] F. Le, G. Xie, On Guidelines for Safe Route Redistribution, ACM INM Workshop, 2007.
- [9] E. Rosen, P. Psenak, P. Pillay-Esnault, OSPF as the Provider/Customer Edge Protocol for BGP/MPLS IP Virtual Private Networks (VPNs), Request for Comments 4577, 2006.
- [10] F. Le, G. Xie, H. Zhang, Instability Free Routing: Beyond One Protocol Instance, ACM CoNEXT, 2008.
- [11] T. G. Griffin, J. L. Sobrinho, Metarouting, ACM SIGCOMM, 2005.



mr Zlatko Dejanović, dipl.ing. el.,
Elektrotehnički fakultet Banjaluka, RS, BiH
e-mail: zlatko.dejanovic@etfbl.net
Oblasti interesovanja: računarske mreže,
protokoli rutiranja, performanse računarskih
sistema, kriptografija



dr Slavko Marić, vanredni profesor,
Elektrotehnički fakultet Banjaluka, RS, BiH
e-mail: ms@etfbl.net
Oblasti interesovanja: distribuirani sistemi
i arhitekture, informacioni sistemi, baze
podataka

