UNIVERSITETI POLITEKNIK I TIRANËS
FAKULTETI I TEKNOLOGJISË SË INFORMACIONIT
DEPARTAMENTI I ELEKTRONIKËS DHE TELEKOMUNIKACIONIT

ILIR SHINKO

Për marrjen e gradës

"Doktor"

Në "Teknologjinë e Informacionit dhe Komunikimit"

Drejtimi Telekomunikacion dhe Inxhinieri Informacioni

DISERTACION

NJË SKEMË HIBRIDE RIRRUGËZIMI PËR RRJETAT MPLS

Udhëheqës shkencorë

Prof.Dr. ROZETA MIHO

Prof.Dr. DRITAN NACE

TIRANË, 2015

NJË SKEMË HIBRIDE RIRRUGËZIMI PËR RRJETAT MPLS

Disertacion i dorëzuar

në Universitetin Politeknik të Tiranës

për përmbushje të kërkesave për

gradën Doktor i shkencave në Teknologjinë e Informacionit dhe Komunikimit

nga

Z. Ilir Shinko

Disertacion i shkruar nga

Z. Ilir Shinko

Master Shkencor, Universiteti Politeknik i Tiranës, Shqipëri, 2010

DIND, Universiteti Politeknik i Tiranës, Shqipëri, 1999

I aprovuar nga

_____, Kryetari i Jurisë së Disertacionit të Doktoratës

_____, Anëtar Jurisë së Disertacionit të Doktoratës

_____, Anëtar Jurisë së Disertacionit të Doktoratës

_____, Anëtar Jurisë së Disertacionit të Doktoratës

_____, Anëtar Jurisë së Disertacionit të Doktoratës

I pranuar nga

_____, Dekan, Fakulteti i Teknologjisë së Informacionit

Falenderoj së pari udhëheqësit e mi të doktoraturës Prof. Rozeta Miho dhe Prof. Dritan Naçe për orjentimin dhe mbështetjen e pakursyer gjatë gjithë Shkollës së Doktoraturës.

Falenderoj gjithashtu Dr. Alfred Bashllari dhe Dr. (proc) Yoann Fouquet, bashkëpunimi me të cilët ma bëri të lehtë fushën e ndërlikuar të programimit linear dhe zgjidhjeve që ajo ofron.

Një dedikim të veçantë gruas dhe fëmijëve të mi.

Përmbajtje

LISTA E FIGURAVE vi
LISTA E TABELAVE x
ABSTRACT 1
PERMBLEDHJE 2
KAPITULLI I 3
HYRJE 3
1.1 Hyrje 3
1.2 Motivimi 4
1.3 Qëllimi dhe kontributi 5
1.4 Struktura e Punimit 5
KAPITULLI 2 7
MEKANIZMAT E NDËRTIMIT TË RRUGËVE NË INTERNET 7
Hyrje 7
2.1 Arkitektura e Ruterit 7
2.2 Arkitektura e Topologjisë së Rrjetit 9
2.3 Arkitektura e Manaxhimit të Rrjetit 10
2.4 Algoritmet e Rrugëzimit: Rruga më e Shkurtër dhe Rruga më e Gjatë 11
2.5 Problemet e llogaritjes së rrugës më të shkurtër 14
2.5.1 Algoritmi Bellman-Ford dhe Qasja Vektor Distancë 15
2.5.2 Algoritmi Dijkstra 19
2.5.3 K-rrugët më të shkurtra nga një nyje S 26
2.6 Protokollet, Algoritmat dhe Tabelat e Rrugëzimit 26
2.6.1 Mënyrat e shpërndarjes së informacionit të rrugëzimit 27
2.6.2 Tabela e rrugëzimit 27
2.7 Protokolli i Rrugëzimit Distancë Vektor 28
2.8 Protokolli i Rrugëzimit Gjendje-Lidhje 29
KAPITULLI 3 31
MEKANIZMAT E RINDËRTIMIT 31
Hyrje 31
3.1 Mbrojtja 33

3.2 Rirrugëzimi 35
3.2.1 Rirrugëzimi Lokal 35
3.2.2 Rirrugëzimi Fundor 36
3.3 Hyrje në Rirrugëzimin e Qëndrueshëm (RR) 38
KAPITULLI 4 39
KONCEPTET TEORIKE BAZË TË PËRDORURA NË TEZË 39
Hyrje 39
4.1 Disa koncepte të teorisë së grafit 39
4.1.1 Koncepti NP-Hard 40
4.2 Optimizimi për programimin linear 42
4.2.1 Programimi linear 42
4.2.2 Dualiteti 44
4.2.3 Gjenerimi i kolonave 46
4.3 Programimi linear i numrave të plotë 46
4.4 Rruga Kuadratike më e Shkurtër 47
KAPITULLI 5 50
KONCEPTET DHE FORMULIMI MATEMATIKOR I STRATEGJIVE TË RIRRUGËZIMIT 50
Hyrje 50
5.1 Rrugëzimi në rastin nominal 50
5.1.1 Konceptet 50
5.1.2 Formulimi hark - rrugë i problemit të fluksit 51
5.1.3 Formulimi hark - nyje i problemit të fluksit 51
5.1.4 Rezultatet numerike për rastin nominal 52
5.2 Rrugëzimi në rastin e dështimit të një lidhjeje të vetme 54
5.3 Rrugëzimi në rastin e dështimit të çdo lidhje 55
5.3.1 Rirrugëzimi fundor me lëshim kapacitetesh (WR) 55
5.3.2 Rirrugëzimi fundor pa lëshim kapacitetesh (WoR) 59
5.3.3 Rirrugëzimi lokal (LR) 60
5.3.4 Rirrugëzimi global (GR) 61
5.4 Përfundime 63
KAPITULLI 6 64
RIRRUGËZIMI I QËNDRUESHËM (RR) 64
Hyrje 64
6.1 Rirrugëzimi i Qëndrueshëm (ShRR) 65
6.1.1 Shembull 65
6.1.2 Formulimi matematikor 68
6.1.3 Algoritmi dhe rezultatet kompjuterike 72
6.2 Rirrugëzimi Elastik (ERR) 77

6.2.1 Shembull *77*
6.2.2 Formulimi matematikor *80*
6.2.3 Algoritmi dhe rezultatet kompjuterike *82*
KAPITULLI 7 87
PËRSHTATJA NË RRJETET MPLS 87
Hyrje 87
7.1 Multi Protocol Label Switching 87
7.1.1 Koka e protokollit dhe etiketa MPLS *88*
7.1.2 Arkitektura e rrjetit MPLS *88*
7.1.3 Elementët përbërës të rrjetit MPLS *90*
7.1.4 Protokolli i shpërndarjes së etiketave *92*
7.2 Ndërrimi Etiketës 98
7.3 Principi i Rrugëzimit 99
7.4 Protokolli i Rezervimit të Burimeve, RSVP 100
7.4.1 Formati i paketës RSVP *100*
7.4.2 Rezervimi RSVP *104*
7.5 Rirrugëzimi i Shpejtë MPLS 107
KAPITULLI 8 110
SIMULIMI NË OPNET I STRATEGJIVE DSHRR DHE DERR 110
Hyrje 110
8.1 Rirrugëzimi i Shpërndarë i Qëndrueshëm 110
8.1.1 Shembull *111*
8.1.2 Formulimi Matematikor *113*
8.1.3 Rezultatet Numerike *114*
8.2 Rirrugëzmimi i Shpërndarë Elastik 116
8.2.1 Shembull *117*
8.2.2 Formulimi Matematikor *118*
8.2.3 Kompleksiteti dhe metoda e zgjidhjes *119*
8.2.4 Rezultatet Numerike *121*
8.3 Çështje të implementimit 123
8.4 Simulimi në OPNET i dy strategjive DShRR dhe DERR 125
8.4.1 Rasti Nominal *126*
8.4.2 Rezultatet e simulimit *129*
8.4.3 Rezultatet për strategjinë DShRR kur kemi një dështim lidhje *132*
8.4.4 Rezultatet për strategjinë DERR kur kemi një dështim lidhje *135*
PËRFUNDIME DHE OBJEKTIVA MBI PUNIMIN 139
1. Përfundimet e Punimit 139
2. Objektiva për të ardhmen 141
Referenca 143

LISTA E FIGURAVE

Figura 2.1 Arkitektura e ruterit: një pamje funksionale.....8

Figura 2.2 Arkitektura e manaxhimit të rrjetit: plani i të dhënave, plani i kontrollit dhe plani i manaxhimit 11

Figura 2.3 Një rrjet me gjashtë nyje.....12

Figura 2.4 Algoritmi i centralizuar Bellman-Ford (lidhjet e pandërprera përcaktojnë linkun direkt; vizat e ndërprera përcaktojnë distancën) 17

Figura 2.5 Pamja iterative e algoritmit Dijkstra.....21

Figura 3.1 Paraqitja skematike e teknikave të rindërtimit 31

Figura 3.2 Rrjeti 32

Figura 3.3 Kërkesat.....33

Figura 3.4 Mbrojtja 1+1 (dhe 1 : 1) 33

Figura 3.5 Larmishmëri rrugësh 34

Figura 3.6 Rrugëzimi Nominal 35

Figura 3.7 Rrugëzimi Lokal (dështimi lidhjes (B, F)) 36

Figura 3.8 Rrugëzimi Global (dështimi lidhjes (B, F)).....36

Figura 3.9 Rrugëzimi Fundor me lëshim kapacitetesh (dështimi lidhjes (B, F)).....37

Figura 3.10 Rrugëzimi Fundor pa lëshim kapacitetesh (dështimi lidhjes (B, F)).....37

Figura 4.1 Diagrama për bashkësitë e problemeve P, NP, NP-Complete 41

Figura 5.1 Grafët e instancave të rrjetit 53

Figura 5.2 Struktura e matricës së kufizimeve për WR.....56

Figura 6.1 Rrjeti 65

Figura 6.2 Kërkesat.....65

Figura 6.3 Rrugëzimi Nominal 66

Figura 6.4 Rrugëzimet e rrugëve të mbetura para restaurimit, në rastin e dështimit të lidhjes (C, D).....66

Figura 6.5 Rrugëzimi pas restaurimit, në rastin e dështimit të lidhjes (C, D) 67

Figura 6.6 Rrugëzimet e rrugëve të mbetura para restaurimit, në rastin e dështimit të lidhjes (A, D) 67

Figura 6.7 Rirrugëzimi pas restaurimit, në rastin e dështimit të lidhjes (A, D).....67

Figura 6.8 Llogaritja e rrugës për problemin e çmimit të një lidhje të dështuar.....72

Figura 6.9 Diferenca relative për Net_11 75

Figura 6.10 Diferenca relative për Net_12 75

Figura 6.11 Diferenca relative për Net_14 76

Figura 6.12 Diferenca relative për Net_17 76

Figura 6.13 Rrjeti 77

Figura 6.14 Kërkesat 78

Figura 6.15 Rrugëzimi nominal për strategjinë ERR.....78

Figura 6.16 Rrugëzimi para restaurimit, në rastin e dështimit të lidhjes (C, D 79

Figura 6.17 Rirrugëzimi pas restaurimit, në rastin e dështimit të lidhjes (C, D).....79

Figura 6.18 Rrugëzimi para restaurimit, në rastin e dështimit të lidhjes (A, D) 79

Figura 6.19 Rrugëzimi pas restaurimit, në rastin e dështimit të lidhjes (C, D) 80

Figura 6.20 Diferenca relative për Net_6 (studimi i σ) 84

Figura 6.21 Diferenca relative për Net_6 (studimi i θ).....85

Figura 6.22 Diferenca relative për Net_14 85

Figura 7.1 Paraqitja e një koke protokolli MPLS 88

Figura 7.2 Plani i kontrollit dhe plani i të dhënave.....89

Figura 7.3 Elementët përbërës të një rrjeti MPLS 90

Figura 7.4 LSP në një rrjet MPLS 91

Figura 7.5 Formati i mesazhit Hello të LDP-së 93

Figura 7.6 Formati i parametrave të zakonshëm TLV "Hello".....93

Figura 7.7 Krijimi i sesionit LDP 94

Figura 7.8 Formati i mesazhit të inicializimit 94

Figura 7.9 Formati i mesazhit "Keepalive" LDP 95

Figura 7.10 Formati i mesazhit të kërkesës për etiketë 96

Figura 7.11 Formati i mesazhit të lidhjes së etiketave 96

Figura 7.12 Nyja hyrëse në rrjetin MPLS 98

Figura 7.13 LSR (ruteri i ndërrimit etiketës) në rrjetet MPLS 98

Figura 7.14 Nyja dalëse në rrjetin MPLS 99

Figura 7.15 Formati i paketës RSVP 100

Figura 7.16 Mesazhi i rrugës dhe mesazhi i gabimit të rrugës 102

Figura 7.17 Mesazhi i kërkesës për rezervim dhe mesazhi i gabimit të rezervimit 103

Figura 7.18 Mesazhet e rrugëzimit dhe Resv në RSVP gjatë krijimit të LSP 105

Figura 7.19 Rrugëzimi Nominal 108

Figura 7.20 Rirrugëzimi lokal pas zbulimit dështimit 109

Figura 7.21 Rirrugëzimi përmes lidhjeve rezervë të optimizuara 109

Figura 8.1 Rirrugëzimi nominal për strategjinë ShRR 111

Figura 8.2 Rrugëzimet e rrugëve të mbetura para restaurimit, në rast të dështimit lidhjes *(C,D)* 112

Figura 8.3 Rirrugëzimi pas restaurimit në rastin e dështimit të lidhjes (C, D) 112

Figura 8.4 Rrugëzimet e rrugëve të mbetura para restaurimit, në rast të dështimit lidhjes (A,D) 112

Figura 8.5 Diferenca relative për Net_11 115

Figura 8.6 Diferenca relative për Net_12 115

Figura 8.7 Diferenca relative për Net_14 115

Figura 8.8 Diferenca relative për Net_17 116

Figura 8.9 Rrugëzimi nominal 117

Figura 8.10 Rrugëzimet e rrugëve të mbetura para restaurimit, në rast të dështimit të lidhjes (C, D) 117

Figura 8.11 Rrugëzimi pas restaurimit, në rastin e dështimit të lidhjes (C, D) 118

Figura 8.12 Diferenca relative për Net_6 121

Figura 8.13 Diferenca relative për Net_12 për parametrin σ.....122

Figura 8.14 Diferenca relative për Net_12 për parametrin θ 123

Figura 8.15 Procedura e rritjes së gjerësisë së brezit e manaxhuar nga a) nyja burim b) destinacion për DERR.....124

Figura 8.16 Dështimi i rritjes së gjerësisë së brezit e manaxhuar nga a) nyja burim b) destinacion për DERR.....125

Figura 8.17 Pamja e rrjetit të simuluar në OPNET.....126

Figura 8.18 Throughputi A =>B.....129

Figura 8.19 Throughputi A =>D.....130

Figura 8.20 Throughputi A =>C.....130

Figura 8.21 Throughputi B =>D.....131

Figura 8.22 Throughputi C=>D.....131

Figura 8.23 Throughputi C =>D pas dështimit të lidhjes CD.....133

Figura 8.24 Throughputi C =>A pas dështimit të lidhjes CD.....133

Figura 8.25 Throughputi A =>D pas dështimit të lidhjes CD 134

Figura 8.26 Throughputi D =>B pas dështimit të lidhjes CD.....134

Figura 8.27 Throughputi A =>C pas dështimit të lidhjes CD.....136

Figura 8.28 Throughputi A =>B pas dështimit të lidhjes CD.....137

LISTA E TABELAVE

Tabela 2.1 Kostoja minimale nga nyja 1 te nyjet e tjera duke përdorur Algoritmin 18

Tabela 2.2 Hapat iterative në Algoritmin Dijkstra.....22

Tabela 4.1 - Rregullat e dualitetit 45

Tabela 5.1 Përshkrimi i rrjeteve.....52

Tabela 5.2 Vlera e α dhe koha e funksionimit (në sec).....53

Tabela 7.1 Llojet e mesazheve.....101

Tabela 8.1 Përshkrimi trafikut 127

Tabela 8.2 Plani i rrugëve për teorinë DShRR 132

Tabela 8.3 Plani i rrugëve për teorinë DERR 135

Tabela 8.4 Paraqitja krahasimore e Rastit Nominal, DShRR dhe DERR.....137

ABSTRACT

Network survivability is an issue of primary importance for telecommunication network operators, and it has raised a number of questions about designing cost-effective resilient networks. This study summarizes the idea of creating and developing new restoration methods which realize an almost as fast restauration as the protection methods, and are as efficient in using capacities as the rerouting methods. This is the result of a detailed analysis of some of the existing methods which, combined together lead to a new method that preserves some of the best qualities and allows a better performance in almost all aspects.

From the application point of view, this method is mostly destined for "backbone" networks, meaning central networks where secondary networks are connected. These networks are characterized by a small number of nodes but that transmit large amount of information. Throught such networks is often used MPLS technology.

The purpose of this work is to propose a new method of stable hybrid restoration, called "Elastic Robust Reruting" (ERR), and its improvement into "Distributed Elastic Reruting" (DERR) method in order to to apply it into MPLS networks.

In the theoretical part we deal with the mechanisms used for Internet paths and provide an overview of different reconstruction methods used in telecommunication networks. They are grouped into protections and rerouting strategies, depending on the restoration time and alternative paths in case of damage. Here, we also introduce the idea of robust rerouting methods and present their mathematical models.

Then we move on to the presentation of Elastic Robust Reruting method (ERR) through an example, give the mathematical model and its solution algorithm , as well as a series of experiments to compare it with other existing methods.

The final section explains the operation of routing in MPLS networks, the need for adjusting our method to the distributed methods DShRR & ERR, and comparing it with earlier methods. Here it is given its implementation in the routing protocol of MPLS network throught the Opnet program, where the tests have been performed in casese when network is damaged.

PERMBLEDHJE

Ky punim është i motivuar nga ideja e krijimit dhe zhvillimit të metodave të reja restaurimi që realizojnë një restaurim pothuajse po aq të shpejtë sa metodat e mbrojtjes dhe duke qenë po aq efikase në përdorimin e kapaciteteve sa metodat e rirrugëzimit. Ky punim është frut i një analize të detajuar të disa prej metodave që ekzistojnë, të cilat, të ndërthurura çojnë në një metodë të re që trashëgon disa nga vetitë e tyre më të mira dhe lejon të jetë më efikase pothuajse në të gjitha drejtimet.

Nga pikpamja aplikative, kjo metodë është kryesisht e destinuar në rrjetet e tipit "backbone", domethënë rrjeti qëndror ku lidhen rrjetet dytësore. Këto rrjete karakterizohen nga një numër i vogël nyjesh por që transmetojnë një sasi të madhe informacioni. Nëpër rrjete të tilla përdoret shpesh teknologjia MPLS.

Qëllimi i punimit është që të propozojmë një metodë të re restaurimi hibride të qëndrueshme, të quajtur "Rirrugëzimi Elastik i Qëndrueshëm" (ERR) dhe përmirësimin e saj në metodën "Rirrugëzimi Elastik i Shpërndarë" (DERR) me qëllim përshtatjen në Rrjetat MPLS.

Në pjesën teorike, trajtohen mekanizmat e ndërtimit të rrugëve në internet si dhe jepet një paraqitje e metodave të ndryshme të rindërtimit për rrjetet e telekomunikacionit. Ato grupohen në strategji mbrojtjeje dhe në strategji rindërtimi në bazë të kohës së restaurimit dhe të rrugëve alternative në rast dëmtimesh. Gjithashtu, këtu hidhet ideja e metodave të qëndrueshme të rirrugëzimit RR si dhe jepen modelet matematikore të tyre.

Më pas kalojmë në paraqitjen e metodës të rrugëzimit të qëndrueshëm elastik ERR, nëpërmjet një shembulli do të japim modelin matematikor dhe algoritmin e zgjidhjes së tij, si dhe me një seri eksperimentesh krahasojmë atë me metodat e tjera ekzistuese.

Pjesa e fundit shpjegon funksionimin e rrugëzimit tek rrjetet MPLS, nevojën e përshtatjes së metodës sonë në variantet e shpërndara DShRR, ERR dhe krahasimin e tyre me metodat paraardhëse. Këtu jepet dhe implementimi i tij në protokollin e rrugëzimit të rrjetit MPLS nëpërmjet programit Opnet ku dhe janë realizuar testet në rast dëmtimi të rrjetit.

KAPITULLI I
HYRJE

1.1 Hyrje

Rrjetat e telekomunikacioneve po rriten dhe zhvillohen vrullshëm së bashku me rritjen në mënyrë të ndjeshme të shërbimeve dhe të fuqisë së pajisjeve kompjuterike që marrin pjesë në të. Interneti, i cili ofron një shumëllojshmëri të shërbimeve për përdoruesit, konsiderohet sot një rrjet mjaft i fuqishëm, që mund të kënaqë kërkesat e përdoruesve dhe të kompanive që ofrojnë shërbimet. Zbatime të tilla si transmetimi i zërit me anë të internetit, (*voice over IP*), transmetimi i figurës (*video*) dhe transmetimet televizive në internet (IP TV) po bëhen gjithmonë e më shumë pjesë e rëndësishme e informacionit që transmetohet në këto rrjeta. Teknologjitë e sotme të rrjetave sigurojnë kapacitete gjithnjë në rritje duke lejuar sigurimin e parametrave të transmetimit me cilësi të lartë.

Megjithatë, sfidat që has Interneti janë të panumërta dhe është jashtë kontekstit të këtij punimi që t'i numërojmë. Një sfidë e përherëshme ngelet rrugëzimi me efikasitet zgjidhjeje dhe kostoje i trafikut në këto rrjeta, dhe sidomos restaurimi i tij në rast dëmtimesh apo defektesh në infrastukture, (ky i fundit është në origjinë dhe në qendër të kësaj teze). Kështu nyjet rrugëzuese duhet të ruajnë informacionin, dhe në të njëjtën kohë të gjejnë rrugën e përshtatshme e të sigurt për të realizuar komunikimin. Kur një hark apo nyje e këtyre rrjetave dëmtohet, atëherë është shumë e rëndësishme që informacioni të rrugëzohet në mënyrë sa më të shpejtë në rrugë alternative. Kjo bëhet dhe më e rëndësishme në rrjetat e sotme që mbartin sasi informacioni kolosale, një pjesë e madhe e të cilit është *real-time*, dhe shkëputja e rrjetit qoftë dhe për disa sekonda mund të jetë shumë e kushtueshme për operatorin e rrjetit.

Ekzistojnë mekanizma të ndryshëm rindërtimi për rrjetet e telekomunikacionit, ku secila prej tyre ka avantazhe dhe mangësi për sa i përket kostos së investimeve, përpjekjeve të kërkuara për mirëmbajtje dhe rezultateve të rindërtimit. Teknikat ekzistuese mund të grupohen në metoda mbrojtje nga njëra anë dhe në metoda rindërtimi nga ana tjetër. Diferenca kryesore qëndron në kohëzgjatjen e veprimit të lidhjes. Megjithëse të dyja kërkojnë lidhje, skema e mbrojtjes përdor rrugë të paraplanifikuara

rindërtimi përpara se dështimi të ndodhë. Prandaj rindërtimi është shumë i shpejtë por, janë të nevojshme lidhje shtesë. Strategjitë rindërtuese janë më fleksibël në lidhje me skenarët e dështimit dhe sigurojnë përdorim më efikas të kapacitetit të lidhjes rezervë *(backup)*.

Aktualisht po tërheq vëmendjen e shumë studiuesve kërkimorë, përmirësimi i metodave të restaurimit dhe mundësia e propozimit të metodave të reja, me qëllim rritjen e cilësisë së shërbimit dhe uljen e kostos të rrjetave të telekomunikacionit.

1.2 Motivimi

Ky punim është i motivuar nga ideja e krijimit dhe zhvillimit të metodave të reja restaurimi që realizojnë një restaurim pothuajse po aq të shpejtë të metodat e mbrojtëse dhe duke qenë po aq efikase në përdorimin e kapaciteteve sa metodat e rirrugëzimit. Ky është frut i nje analize të detajuar të disa prej metodave që ekzistojnë, të cilat të ndërthurura çojnë në një metodë të re që trashëgon disa nga vetitë më të mira dhe lejon të jetë më e efektshme pothuajse në të gjitha drejtimet, siç do të shihet në përmbajtjen e kësaj teze.

Nga pikpamja aplikative, kjo metodë është kryesisht e destinuar në rrjetet e tipit "backbone", domethënë rrjeti qëndror ku lidhen rrjetet dytësore. Këto rrjete karakterizohen nga një numër i vogël nyjesh por, që transmetojnë një sasi të madhe informacioni. Nëpër rrjete të tilla përdoret shpesh teknologjia MPLS.

Metoda e propozuar dhe e implementuar është quajtur "Rirrugëzimi Elastik i Qëndrueshëm" (ERR). Ajo ështe një metodë hibride që rrjedh natyrshëm nga metodat e Rirrugëzimit të Qëndrueshëm (ShRR) dhe nga metodat mbrojtëse.

Metoda ERR nuk lejon rirrugëzim në një rrugë të re të vendosur por rrit gjerësinë e brezit të disa prej rrugëve ekzistuese kur këto rrugë lejojnë të bëhet restaurimi i kërkesave të ndërprera. Në njërën anë ajo duket si ShRR sepse liron trafikun nga rrugët e kërkesave jo të ndërprera në mënyrë që të rrisë gjerësinë e brezit të rrugëve jo të bllokuara të kërkesave të ndërprera, dhe nga ana tjetër, ajo duket si mbrojtëse sepse asnjë rrugëzim i ri rrugësh nuk është përdorur gjatë proçesit. Ne mund të përdorim rrugët nominale të cilat mund të zgjerohen kur është e nevojshme.

Termi elastik i referohet përdorimit të rrugëve nominale, gjerësia e brezit e të cilave varion në varësi të gjendjes së rrjetit. Strategjia ERR përdor të njëjtën bashkësi të rrugëve si për rrugëzimin dhe rirrugëzimin. Gjerësia e brezit e nevojshme do të vijë nga gjerësia e brezit e mbetur dhe nga rrugët e liruara të cilat i korrespondojnë kërkesave të tjera.

Për nevojat e përshtatjes së metodës me protokollin e rrugëzimit MPLS propozojmë një përmirësim të metodave të qëndrueshme ShRR dhe ERR dhe konkretisht Rirrugëzimin e Qëndrueshëm të Shpërndarë (DShRR) dhe Rrugëzimin Elastik të Shpërndarë (DERR). Këto metoda janë ndërthurur në algoritmin e rrugëzimit të Rrjetit MPLS duke simuluar edhe reagimet e rrjetit në rast defektesh në të.

1.3 Qëllimi dhe kontributi

Bazuar në motivimin e mësipërm, qëllimi i punimit është *që të propozojmë një metodë të re restaurimi hibride të qëndrueshme, të quajtur "Rirrugëzimi Elastik i Qëndrueshëm" (ERR) dhe përmiresimin e saj në metodën "Rirrugëzimi Elastik i Shpërndarë" (DERR) me qëllim përshtatjen në Rrjetat MPLS.*

Kontributi i kësaj teze është teorik dhe i aplikuar. Nga pikpamja teorike, ne japim një formulim matematikor të një problemi të vështirë për të cilin japim një metodë zgjidhjeje të përafërt. Për më tepër, metoda jep performancë shumë interesante, si në pikpamjen e kapaciteteve shtesë, ashtu edhe në kohën e restaurimit. Nga pikpamja aplikative, kontributi ynë qëndron në propozimin e një varianti të shpërndarë, mjaft më i përshtatshëm për implementim në rrjete, si dhe studimi dhe testimet e bëra për implementimin në rrjetet MPLS.

1.4 Struktura e Punimit

Në kapitullin 2, trajtohen mekanizmat e ndërtimit të rrugëve në internet. Këtu jepen nocionet teorike dhe termologjitë bazë të përdorura në rrugëzimet dhe rirrugëzimet në rrjetat e telekomunikacionit. Pjesë e pandarë për çdo rrugëzim janë algoritmat e rrugëzimit dhe disa prej tyre trajtohen në këtë kapitull.

Në kapitullin 3, jepet një paraqitje e metodave të ndryshme të rindërtimit për rrjetet e telekomunikacionit. Ato grupohen në strategji mbrojtje dhe në strategji

rindërtimi, në bazë të kohës së restaurimit dhe të rrugëve alternative në rast dëmtimesh. Gjithashtu këtu hidhet ideja e metodave të qëndrueshme të rirrugëzimit.

Në kapitullin 4, paraqitet një përmbledhje e shkurtër e disa koncepteve themelore të përdorura në këtë tezë. Duke qëne se ne bëjmë formulimin matematikor për të gjitha strategjitë e rindërtimit, lind nevoja që programimi linear të bëhet pjesë thelbësore në këtë punim doktorature. Së pari do të paraqesim disa përkufizime dhe rezultate të programimit linear (PL). Më pas do të rikujtojmë disa elementë të teorisë së grafit të cilat janë thelbësore për modelimin matematikor të problemeve të trajtuara.

Në kapitullin 5, shqyrtojmë strategjitë e rirrugëzimit duke prezantuar disa koncepte si dhe do të japim formulimin e tyre matematikor. Duke qënë se rirrugëzimi i qëndrueshëm (RR) është i bazuar në këto strategji, ky kapitull është një hyrje në formulimin matematikor të rirrugëzimit të qëndrueshëm.

Në kapitullin 6, ne do të prezantojmë dy strategji të qëndrueshme rirrugëzimi. E para, një strategji rirrugëzimi e qëndrueshme e përbashkët, e quajtur ShRR (Share Robust Rerouting) dhe e dyta, një strategji rirrugëzimi elastike, e shënuar ERR (Elastic Robust Rerouting). Këtu do të paraqesim edhe algoritmin e tyre si dhe një numër të konsiderueshëm eksperimentesh për të krahasuar ato me metodat ekzistuese në termat e efikasitetit dhe të kostos.

Në kapitullin 7, përshkruhet se si të dhënat rrugëzohen në rrjetat MPLS dhe të arrijmë të kuptojmë se përse këto të fundit janë kaq shumë të përdorura në zbatime që kërkojnë një balancim më të mire të trafikut si dhe restaurim të shpejtë të tij në rast dëmtimesh. Ne do të sqarojmë vetëm karakteristikat kryesore të MPLS- së. Protokolli i rezervimit të burimeve, së bashku me protokollin e shpërndarjes së etiketave, do të diskutohen gjithashtu duke qënë se këto dy protokolle janë baza e rrugëzimit të kërkesave në këto rrjete.

Kapitulli 8 paraqet me detaje implementimin e versionit të shpërndarë të metodave të propozuara DShRR dhe DERR si dhe krahasimin e kostos së tyre. Varianti i shpërndarë i propozuar, është një alternativë e mirë nga pikpamja operacionale dhe implementimi i tij në protokollin e rrugëzimit të rrjetit MPLS është bërë nëpërmjet programit Opnet ku dhe janë realizuar testet në rast dëmtimi të rrjetit.

Në fund të punimit jepen përfundimet dhe disa synime të punës në të ardhmen.

KAPITULLI 2
MEKANIZMAT E NDËRTIMIT TË RRUGËVE NË INTERNET

Hyrje

Në këtë kapitull trajtohen mekanizmat e ndërtimit të rrugëve në internet. Këtu jepen konceptet teorike dhe terminologjitë bazë të përdorura në rrugëzimet dhe rirrugëzimet në rrjetat e telekomunikacionit.

Krijimi i rrugëve në internet fillon që me kërkesën që ka përdoruesi i një paisjeje fundore për të shkëmbyer informacion me një tjetër paisje fundore në internet. Pikërisht, këtu fillon dhe krijimi i rrugëve, nga ruteri i çdo përdoruesi në rrjet. Prandaj ky kapitull sqaron se si një ruter funksionon dhe më pas se si të gjithë paisjet e tjera në internet bashkëveprojnë me këtë paisje për të krijuar rrugët dhe më pas për të mirëmbajtur ato.

Sigurisht që pas çdo krijimi rrugësh në internet qëndron pas një arkitekturë rrjeti dhe një arkitekturë e manaxhimit të topologjisë së rrjetit. Kështu që ky kapitull bën një hyrje në mënyrën se si rrjeti duhet ta ketë arkitekturën në një mjedis operativ, të manaxhohet dhe kontrollohet në mënyrë që të funksionojë sa më mirë.

Pjesë e pandarë për çdo rrugëzim janë algoritmat e rrugëzimit. Ka shumë algoritma rrugëzimi ku secili bazohet në karakteristikat specifikë të rrjetit ku përdoret prandaj ne në këtë kapitull do të sqarojmë dy algoritmat bazë të rrugëzimit të njohur si '*Rruga* më e shkurtër' dhe '*Rruga* më e gjatë', pa ju referuar asnjë teknologjie specifike rrjeti. Gjithashtu do të sqarojmë dy protokolle bazë rrugëzimi si komplementarë në funksionimin e algoritmave të rrugëzimit. Do përpiqemi të sqarojmë sesi këto dy protokolle bazë rrugëzimi të njohur si Protokolli Distancë Vektor dhe *Link State* arrijnë që në një mjedis të caktuar të shkëmbejnë informacionin në kohën dhe vendin e duhur pavarësisht natyrës së rrjetit.

2.1 Arkitektura e Ruterit

Një ruter ofron disa funksione të rëndësishme në mënyrë që të sigurojë dërgimin e duhur të paketës dhe ta bëjë në një mënyrë sa më të efektshme. Një ruter [1] është një kompjuter i specializuar që përmban tre funksione primare:

- Dërgimi i paketës: Me marrjen e një pakete hyrëse, një ruter kontrollon nëse paketa është pa gabime. Pas inspektimit të kokës së protokollitit të një pakete për adresën e destinacionit, ai interpreton një funksion tabele *lookup* për të përcaktuar se si të gjejë lidhjen e duhur dalëse.
- Proçesimi i protokolleve të rrugëzimit: Një ruter gjithashtu ka nevojë të mbajë protokoll rrugëzimi paketash dhe të përcaktojë nëse ndonjë ndryshim nevojitet në tabelën e rrugëzimit duke thirrur një algoritëm rrugëzimi, kur dhe nëse është e nevojshme.

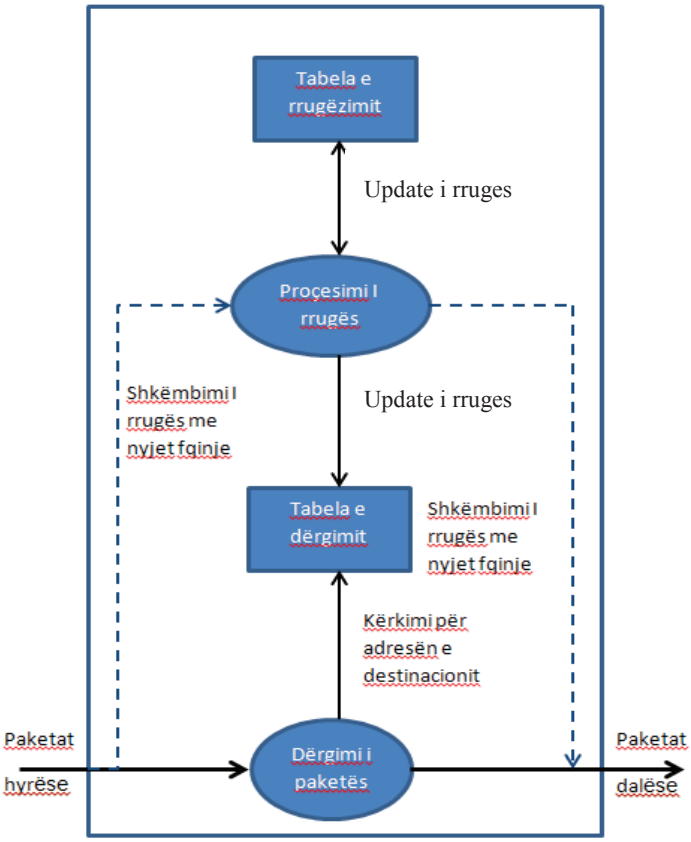


Figura 2.1 Arkitektura e ruterit: një pamje funksionale

- Shërbime të specializuara: Në vazhdim, një ruteri i kërkohet të mbajë shërbime të specializuara që ndihmojnë në monitorimin dhe manaxhimin e rrjetit. Një pamje funksionale e nivelit të lartë është treguar ne Figurën 2.1. Ajo gjithashtu tregon se si tabelat e rrugëzimit dhe tabelat e dërgimit përshtaten në proçesin e përgjithshëm.

Në pjesën në vazhdim të këtij punimi, ne do të ekzaminojmë në detaje arkitekturën e ruterit, kërkimin e adresës, përpunimin e paketës dhe kështu me rradhë.

2.2 Arkitektura e Topologjisë së Rrjetit

Arkitektura e topologjisë së rrjetit parashikon se si një rrjet duhet të konceptohet në një mjedis operativ ndërkohë që kërkesat për të ardhmen rriten. Çfarë do të thotë topologji? Ajo i referohet formës që një rrjet do të adoptojë, si p.sh.: yll, unazë, rrjeti *manhattan-street*, një topologjie të përzier ose nje kombinim i tyre. Arkitektura e topologjisë më pas përfshin dizenjimin e topologjisë së rrjetit si: faktorët në çështjet ekonomike, aftësitë e ndryshme teknologjike, limitet e pajisjeve që të mbajnë një sasi të caktuar të trafikut të pritshëm dhe tipet e trafikut në një mjedis operativ. Sigurisht, një arkitekturë e topologjisë së rrjetit gjithashtu ka nevojë që të marrë në konsideratë aftësi rrugëzimi, duke përfshirë çdo limit ose fleksibilitet të siguruar nga një protokoll rrugëzimi. Kjo është detyrë e ofruesit të rrjeti, referuar si një operator rrjeti ose një ofrues shërbimi, për të përcaktuar arkitekturen e toplogjisë më të mirë për rrjetin.

Është e rëndësishme të theksohet se përvoja operative e një rrjeti ekzistues mund të kontribuojë në identifikimin e tipareve të tjera të kërkuar nga një protokoll rrugëzimi, ose zhvillimin e një protokolli rrugëzimi, si dhe zhvillimin e një algoritmi rrugëzimi, ose modifikimin e ndonjë algoritmi ekzistues. Ne shkurtimisht do diskutojmë dy shembuj: (1) në fundet e viteve 1980 ishte kuptuar se Interneti kish nevojë të lëvizte nga të qënit një rrjet me një domain administrativ në shumë rrjeta të lidhura lirshëm (loosely connected) të manaxhuara nga *domain-e* administrative të ndryshëm, pra tashmë BGP ishte zhvilluar, (2) në fundet e viteve 1970 u vu re se rrjeti telefonik kishte nevojë të largohej nga një arkitekturë hierarkike që siguron aftësi rrugëzimi të limituar tek një rrjet shumë eficient, pra ishte zhvilluar rrugëzimi dinamik i telefonatës. Kjo, gjithashtu kërkonte ndryshime në arkitekturën e topologjisë.

Mund të vihet re se termi "Arkitektura e rrjetit" është përdorur zakonisht në mënyrë të drejtë në vend të termit "Arkitekturë e topologjisë së rrjetit". Një vështirësi me termin "Arkitekturë e rrjetit" është se ai është përdorur gjithashtu për t'iu referuar edhe një arkitekture protokolli. Nuk është e vështirë të supozohet se ofruesat e rrjetit janë ata që zakonisht përdorin termin arkitekturë rrjeti për t'iu referuar një arkitekture të topologjisë.

2.3 Arkitektura e Manaxhimit të Rrjetit

Nga diskutimi i mësipërm, ne mund të shikojmë se shkëmbimi i informacionit të rrugëzimit përdor të njëjtën *framework* si trafiku i të dhënave të përdoruesit në Internet. Për një rrjet operativ, është e rëndësishme të ketë një arkitekturë manaxhimi rrjeti, ku funksione të ndryshme mund të ndahen në "plane". Specifikisht, ne konsiderojmë tre plane të ndryshëm: planin e manaxhimit, planin e kontrollit dhe planin e të dhënave.

Plani i manaxhimit trajton konfigurimin e ruterave dhe mbledhjen e statistikave të ndryshme, si paketat e përcjella në një lidhje. Konfigurimi i ruterit i referohet konfigurimit të këtij të fundit në një rrjet duke caktuar një adresë IP, duke identifikuar lidhjet në ruterat e afërt, duke thirrur një ose shumë protokolle rrugëzimi për përdorim operacional dhe kështu me rradhë. Mbledhja e statistikave mund të bëhet përmes një protokolli të njohur si Protokolli i Manaxhimit të rrjetit SNMP (Simple Netwok Maganement Protocol). Plani i manaxhimit të një ruteri është i lidhur ngushtë me operacionet e rrjetit.

Plani i kontrollit shkëmben informacione kontrolli ndërmjet ruterave për manaxhimin e një sërë funksionesh, si për shembull vendosja e një lidhje virtuale. Plani i kontrollit është gjithashtu i përfshirë në identifikimin e rrugës që do të ndërmerret midis pikave fundore të kësaj lidhjeje virtuale, e cila mbështetet në shkëmbimin e informacionit të rrugëzimit.

Është e rëndësishme të bëhet një tjetër sqarim. Meqë këto funksione janë të ndryshme, funksionet lidhur me rrugëzimin janë në planin e kontrollit dhe transferimit të të dhënave, siç është web ose e-mail, janë në planin e të dhënave. Këto dy plane, si edhe plani i manaxhimit, përdorin IP -në për komunikim, kështu që te shtresa IP, nuk ka dallim midis këtyre planeve funksionalë. Siç do të shohim më tej, ne do të gjejmë mjedise në të cilët plani i kontrollit dhe plani i manaxhimit janë plotësisht të ndarë nga plani i të dhënave.

Kjo mund të vërehet se për manovrimin efiçient të trafikut të një rrjeti, informacione të caktuara kërkohen nga rutera të ndryshëm. Shkëmbime informacioni të tilla mund të kryhen ose përmes planit të kontrollit ose përmes planit të manaxhimit. Në mjedise rrjeti të caktuar, disa funksione mund të mbulojnë njërat-tjetrën përgjatë planeve të ndryshëm. Kështu, të tre planet mund të mendohen si të ndërvarura. Një pamje skematike është paraqitur në Figurën 2.2.

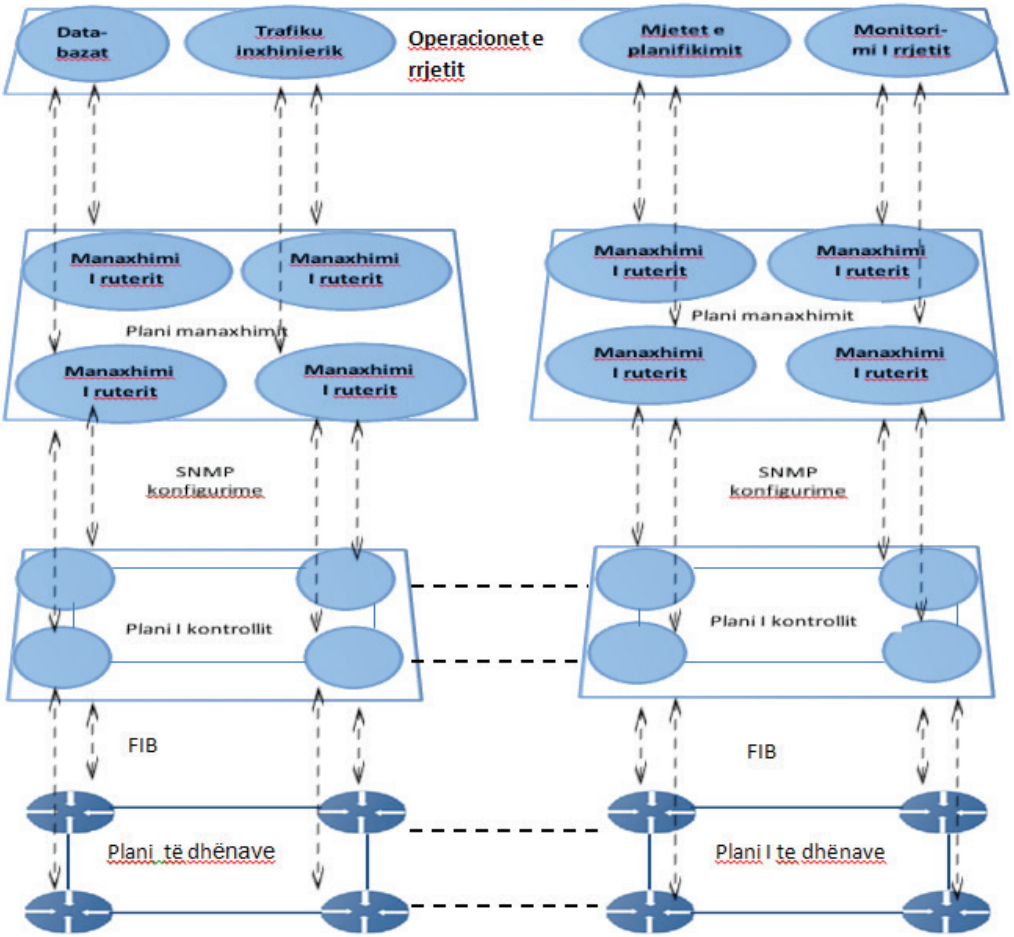


Figura 2.2 Arkitektura e manaxhimit të rrjetit: plani i të dhënave, plani i kontrollit dhe plani i manaxhimit

2.4 Algoritmet e Rrugëzimit: Rruga më e Shkurtër dhe Rruga më e Gjatë

Algoritmet për rrugën më të shkurtër janë të zbatueshme në rrjetat IP dhe algoritmet për rrugën më të gjatë janë të dobishme për rrugëzimin dinamik të thirrjes në rrjetin e telefonit dhe rrugëzimin bazuar ne QoS. Ne do të përshkruajmë dy klasa algoritmesh rrugëzimi: rruga më e shkurtër dhe rruga më e gjatë. Ato shfaqen në shumë mënyra dhe luajnë një rol kritik në zhvillimin e protokolleve të rrugëzimit. Fokusi primar i kësaj çështjeje është të përshkruajë se si ato punojnë. Le ta ilustrojmë këtë proces:

Në përgjithësi, një rrjet komunikimi është i përbërë nga nyje dhe lidhjet midis tyre. Në varësi të tipit të rrjetit, nyjet kanë emra të ndryshëm. Për shembull, në një rrjet IP, një

nyje është quajtur *ruter* ndërsa në një rrjet telefoni një nyje është edhe nje *zyrë fundore* (çentral) ose një *switch toll.* Në një rrjet optik, një nyje është një *switch optik ose elektro-optik*. Një lidhje bashkon dy nyje; një lidhje duke bashkuar dy rutera në një rrjet IP është ndonjëherë një *trunk IP* ose thjesht një lidhje IP, ndërsa fundi i lidhjes dalëse nga një ruter është quajtur *ndërfaqe*. Një lidhje në një rrjet telefonik është quajtur *trunkgroup*, ose IMT dhe ndonjëherë thjesht *trunk*.

Fillimisht do të diskutojmë shkurtimisht disa terma e koncepte të përgjithshme. Një rrjet komunikimi mbart trafik, ku trafiku rrjedh nga një nyje *fillimi* te një nyje *fundore*; në mënyrë tipike, ne i referohemi nyjes fillim si një nyje *burim* (ku trafiku ka origjinën) dhe nyjes fundore si një nyje *destinacion*.

Konsiderojmë tani rrjetin e treguar në Figurën 2.3. Supozojmë se kemi trafik që hyn në nyjen 1 të destinuar për në nyjen 6; në këtë rast, nyja 1 është nyja burim dhe nyja 6 është nyja destinacion. Ne gjithashtu mund të kemi trafik nga nyja 2 tek nyja 5; për këtë rast, nyja burim do të jetë nyja 2 dhe nyja destinacion do të jetë nyja 5; e kështu me rradhë.

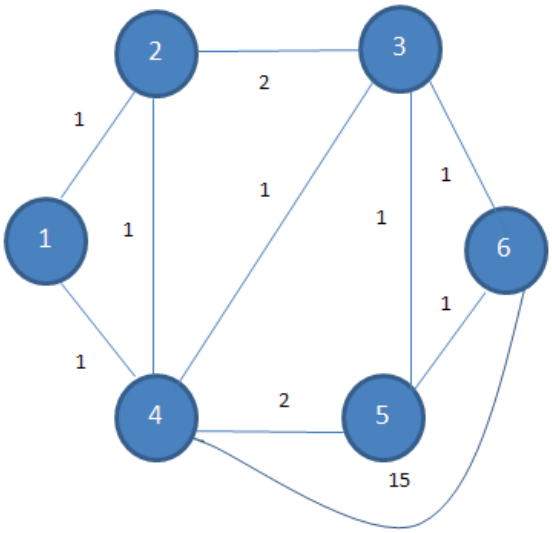


Figura 2.3 Një rrjet me gjashtë nyje

Një kërkesë e rëndësishme për rrjetin e komunikimit është që të rrugëzojë trafikun nga një nyje burim në një nyje destinacion. Për ta bërë këtë ne duhet të përcaktojmë një rrugë, e cila është një rrugë nga nyja burim tek nyja destinacion. Një rrugë mund të vendoset me siguri në mënyrë manuale: një rrugë e tillë është e njohur si rrugë statike. Megjithatë, në përgjithësi, është e dëshirueshme të përdoret një *algoritëm* rrugëzimi për të përcaktuar një rrugë. Qëllimi i një algoritmi rrugëzimi është në përgjithësi i diktuar

nga kërkesa e rrjetit të komunikimit dhe shërbimi që ofron varen nga qëllime specifike që ofruesi i shërbimit i ka vënë vetes (kështu që ai mund të ofrojë një shërbim më të mirë krahasuar me një ofrues tjetër). Ndërsa qëllimet mund të jenë të ndryshme për tipe të ndryshme të rrjetave të komunikimit, ato mund të ndahen zakonisht në dy kategori të mëdha: të orientuara nga përdoruesi dhe të orientuara nga rrjeti.

- Të orientuara nga përdoruesi do të thotë se një rrjet duhet të sigurojë shërbim të mirë për çdo përdorues kështu që trafiku mund të lëvizë nga burimi drejt destinacionit shumë shpejt për këtë përdorues. Megjithatë, kjo nuk duhet të jetë për një përdorues specifik në dëm të përdoruesve të tjerë midis nyjeve të tjera burim – destinacion në rrjet.
- Kështu, qëllimi i rrjetit (i orientuar nga rrjeti) në përgjithësi është për të trajtuar se si të sigurojë një rrugëzim të drejtë dhe efiçient, kështu që *shumica* e përdoruesve të marrin shërbime të mira dhe të pranueshme, në vend të ofrimit të shërbimit "më të mirë" për një përdorues specifik. Një pamje e tillë është kërkuar sepse ndodhet një sasi e fundme e burimeve në një rrjet, për shembull kapaciteti i rrjetit.

Ne më pas konsiderojmë dy algoritme shumë të rëndësishëm që kanë ndikim të madh në të dhënat e rrjeteve, në veçanti në rrugëzimin në Internet. Këto dy algoritme, të njohur si *Bellman-Ford dhe algoritmi Dijkstra*, mund të klasifikohen si të orientuara drejt përdoruesit në termat e kategorive më sipër. Ata janë quajtur të dy algoritme për rrugën më të shkurtër, domethënë një algoritëm ku qëllimi është të gjejë rrugën më të shkurtër nga nyja burim tek nyja destinacion. Rruga më e shkurtër në një rrjet të rrugëzuar mund të përcaktohet në termat e distancës, për shembull, si distanca më e shkurtër midis dy qyteteve, e cila konsiston në numrin e lidhjeve midis qyteteve fundorë. Megjithatë, disa koncepte të tjera përveç distancës mund të përdoren, si për shembull koha për të udhëtuar midis dy qyteteve. Me fjalë të tjera, një çështje interesante është rruga më e shkurtër midis qyteteve në termat e *kohës*. Kjo nënkupton se koncepti i distancës nuk duhet marrë gjithmonë në termat e distancës fizike; ajo mund të ketë parametra të tjerë, si për shembull koha.

Për shmangien eproblemit të njësisë matëse, është më mirë të kemi një algoritëm që funksionon *i pavarur* nga njësia matëse dhe konsideron një parametër të përgjithshëm për distancën për çdo lidhje në rrjet. Në rrjetat e komunikimit, një term i përgjithshëm për t'ju referuar një distance të matur pa caktuar ndonjë njësi matëse është quajtur *kosto, kosto e lidhjes, kosto e distancës ose parametër (metrikë) i lidhjes.* Konsiderojmë përsëri

Figurën 2.3. Ne kemi caktuar një vlerë në çdo lidhje, për shembull lidhja 4-6 ka një vlerë 15; do të themi se kostoja e lidhjes, ose kostoja e distancës, ose metrika i lidhjes 4-6 është 15. Nuk janë përdorur njësi matëse; për shembull, në rrjetet rrugore, ajo mund të jetë në milje, kilometra , ose minuta. Nga një inspektim i thjeshtë, nuk është e vështirë të shihet se rruga më e shkurtër midis nyjes 1 dhe 6 është rruga 1-4-3-6 me një kosto totale minimiale që është 3. Mund të vërehet se rruga më e shkurtër në këtë rast nuk përfshin lidhjen 4-6 edhe pse nga pikëpamja e numrit të nyjeve të vizituara, ajo (rruga 1-4-6) mund të duket si rruga më i shkurtër midis nyjeve 1 dhe 6. Në fakt, kjo do të ishte në rastin kur kostoja e lidhjes do të ishte në termat e nyjeve të vizituara, ose kërcimeve. Me fjalë të tjera, nëse numri i kërcimeve është i rëndësishëm për matjen e distancës për një rrjet të caktuar, ne mund të mendojmë për rrjetin në Figurën 2.3 duke konsideruar koston e çdo lidhjeje të barabartë me 1, në vend të numrit të treguar në çdo lidhje në figurë. Kjo është ajo ku algoritmet Bellman–Ford dhe Dijkstra bazohen.

Në këtë pikë, është e rëndësishmë të theksohet se në llogaritjen e rrugës më të shkurtër, një cilësi shtesë që përdoret në përgjithësi për ndërtimin e distancës totale të një rruge duke shtuar një kosto të një lidhje tek kostoja e lidhjes tjetër përgjatë një rruge derisa të gjitha lidhjet e rrugëve janë konsideruar. Kështu, ne do të fillojmë më këtë cilësi për rrugën më të shkurtër dhe do përshkruajmë algoritmet Bellman–Ford dhe Dijkstra dhe variantet e tyre. Do të shohim më vonë se është e mundur të përcaktohet kostoja e distancës midis dy nyjeve në termat e cilësive *joshtuese* për të përcaktuar rrugën më të gjatë. Për të shmangur konfuzionin, algoritmet që përdorin një cilësi (vlerë) jo shtuese do të referohen në përgjithësi te algoritmet e rrugëzimit për rrugën *më të gjatë.*

Përfundojmë këtë pjesë duke diskutuar marrëdhënien midis një rrjeti dhe një *grafi*. Një rrjet mund të shprehet si një graf duke hartuar çdo nyje të një kulmi unik në graf ku lidhjet midis nyjeve të rrjetit janë paraqitur nga harqe që lidhin nyjet përkatëse. Çdo hark mund të mbajë një ose shumë pesha; pesha të tilla mund të përshkruajnë koston, vonesën, brezin e kështu me rradhë. Figura 2.3 paraqet një rrjet që konsiston në një graf me 6 nyje dhe 10 lidhje ku çdo lidhje ka koston/peshën e lidhjes.

2.5 Problemet e llogaritjes së rrugës më të shkurtër

Problemi i distancës më të shkurtër mes dy nyjeve është një problem klasik në teorinë e grafeve. Ajo është thelbësore për shumë probleme të kërkimit operacional. Në

varësi të natyrës së problemit në fjalë, ka lloje të ndryshme të problemeve të distancës më të shkurtër, për më shumë detaje shohim [2]. Ne konsiderojmë këtu dy klasa që përdoren shpesh në në këtë tezë.

1. Problemet që lidhen me rrugët nga një nyje e vendosur s. Ekzistojnë disa algoritme :

- Përcaktimi i rrugës më të shkurtër nga s, për një graf gjatësia e harqeve të të cilit janë pozitive; ne përdorim algoritmin Dijkstra.

- Përcaktimi i rrugës më të shkurtër nga s, për një graf pa qarqe absorbuese dhe harqet e të cilit kanë gjatësi çfarëdo, ne përdorim algoritmin Bellman - Ford.

2. Problemi i K-rrugëve më të shkurtra nga s.

Për më tepër, nëse përfshihen kufizime të tilla si kufizime të cilësisë së shërbimit (QoS) për rrugëzimin në rrjetet e telekomunikacioneve, problemi i rrugës më të shkurtër shpesh bëhet shumë-kriterësh. Theksojmë se për të përcaktuar një rrugë optimale, duhet të mbështetemi në një metrikë, në mënyrë që të vlerësojmë cilësinë e rrugëve të krahasuara. Ne dallojmë metrikat *"konkave"* nga metrikat "*mbledhëse* ". Në rrjetet e telekomunikacioneve, Gjerësia e Brezit (Bandwidth) është një metrikë tipike konkave. Një sasi e caktuar e Gjerësisë së Brezit duhet të sigurohet mbi secilën lidhje të rrugës. Si një shembull i metrikës mbledhëse, mund të përmendim *jitter-in*.

Në këtë rast, është shuma e *jitter-it* në të gjitha lidhjet e rrugës që duhe të konsiderohet. Është treguar në [3], se nëse llogaritja e rrugëzimit QoS përdor të paktën dy metrika mbledhëse, rrugëzimi bëhet një problem NP i plotë. Për shembull, kërkimi për rrugën më të shkurtër me kohë dhe kosto minimale është një problem i NP i plotë.

2.5.1 Algoritmi Bellman-Ford dhe Qasja Vektor Distancë

Algoritmi Bellman-Ford përdor një ide të thjeshtë për të llogaritur rrugën më të shkurtër midis dy nyjeve në një model të centralizuar. Në një mjedis të shpërndarë, një vektor distancë është marrë për të llogaritur rrugët më të shkurtra. Në këtë pjesë, ne do të diskutojmë të dy trajtime, atë të shpërndarë dhe atë të centralizuar.

Për të diskutuar versionin e centralizuar të algoritmit Bellman-Ford, ne do të përdorim dy nyje të përgjithshme, të etiketuar si nyja *i* dhe nyja *j*, në një rrjet me N nyje. Ato mund të jenë të lidhur direkt si lidhja 4-6 në Figurën 2.3. Siç mund të shohim nga Figura 2.3, shumë nyje nuk janë lidhur direkt, për shembull, nyja 1 dhe nyja 6; në këtë rast, për të gjetur distancën midis dy nyjeve, ne duhet t'u drejtohemi nyjeve dhe lidhjeve

të tjera. Kjo sjell tek ne një pikë të rëndësishme; kemi konceptin e kostos midis dy nyjeve, pavarësisht se ato janë ose jo të lidhura direkt. Kështu, ne kemi prezantuar dy shënime të rëndësishme:

- d_{ij}= Kostoja e lidhjes midis nyjes *i* dhe *j*.
- $\overline{D}_{ij}$ = Kostoja e rrugës me kosto minimale të llogaritur nga nyja *i* te nyja *j*. (cila është rruga minimale nga nyja *i* te nyja *j*)

Meqënëse kemi të bëjmë me algoritme të ndryshme, do të përdorim mbishkrime të ndryshme, për të ndihmuar në dallimin e llogaritjeve për klasa të ndryshme algoritmesh. Për shembull *overbars* janë përdorur për gjithë llogaritjen e distancës lidhur me algoritmin Bellman-Ford dhe varianteve të tij. Vëmë re si këto dhe shënime të tjera janë përmbledhur më vonë në Tabelën 2.1.

Nëse dy nyje janë të lidhura direkt, atëherë kostoja e lidhjes d_{ij} merr një vlerë të fundme. Konsiderojmë përsëri Figurën 2.3. Këtu, nyjet 4 dhe 6 janë direkt të lidhura më kosto linku 15; kështu, mund të shkruajmë d_{46} = 15. Në anën tjetër, nyjet 1 dhe 6 nuk janë lidhur direkt; kështu, $d_{16} = \infty$. Cila pra është diferenca midis d_{ij} dhe kostos minimale $\overline{D}_{ij}$? Nga nyjet 4 dhe 6, shohim se kostoja minimale është aktualisht 2, e cila merret nga rruga 4-3-6; kjo është, $\overline{D}_{46}$ = 2 ndërsa d_{46} = 15. Për çdo nyje 1 dhe 6, gjejmë se $\overline{D}_{46}$ = 3 ndërsa $d_{16} = \infty$. Siç mund të shihet, një rrugë me kosto minimale mund të merret midis dy nyjeve në një rrjet pavarësisht nëse ato janë të lidhura direkt ose jo, për sa kohë një nga nyjet fundore nuk është e izoluar plotësisht nga pjesa tjetër e rrjetit.

Çështja tani është se si të llogarisim koston minimale midis dy nyjeve në një rrjet. Këtu futen algoritmet për rrugën më të shkurtër. Për të diskututar një algoritëm të tillë, është e qartë nga shembulli me 6 nyje ku ne gjithashtu do të mbështetemi në nyjet e ndërmjetme. Për këtë, konsiderojmë një nyje *k* në rrjet që është e lidhur direkt me secilën nyje fundore; ne supozojmë se *k* është direkt e lidhur me nyjen destinacion *j*, që do të thotë d_{kj} ka një vlerë të fundme. Ekuacionet e mëposhtme, të njohur si ekuacionet e Bellmanit [1], duhet të kënaqen nga rruga më i shkurtër nga nyja *i* te nyja *j*:

$$\overline{D}_{ii} = 0, \text{ për të gjitha } i, \tag{2.1}$$

$$\overline{D}_{ij} = \min_{k \neq j} \{\overline{D}_{ik} + d_{kj}\}, \text{ për } i \neq j. \tag{2.2}$$

Në mënyrë të thjeshtë, ekuacioni (2.2) thekson se për një çift nyjesh *i* dhe *j*, kostoja minimale është e varur nga njohja e kostos minimale nga *i* te *k* dhe kostos së lidhjes direkt d_{kj} për lidhjen *k-j*. Kjo tregohet në Figurën 2.4. Vërejmë se mund të jenë shumë

nyje k që mund të jenë të lidhura direkt me nyjen fundore j (ato janë shënuar k, k_2 e kështu me rradhë; vëmë re se $k=i$ nuk është përjashtuar); kështu, ne kemi nevojë të konsiderojmë të gjitha këto k_s për të siguruar llogaritjen e kostos minimale. Është e rëndësishme të theksohet se teknikisht, një nyje k që nuk është e lidhur direkt me j është konsideruar gjithashtu; meqë për k të tillë, ne kemi $d_{k\ j} = \infty$ rezultati për llogaritjen e minimumit nuk ndikohet. Në ekzaminim të plotë, vëmë re se ekuacioni (2.2) supozon se ne njohim koston minimale $\overline{D}_{ik,}$ nga nyja i te k e parë.

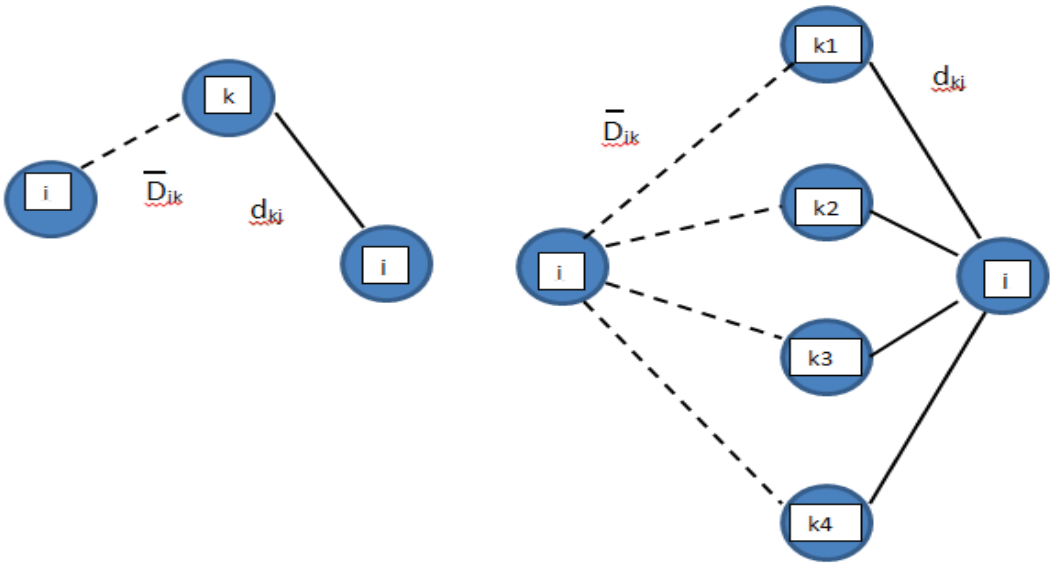


Figura 2.4 Algoritmi i centralizuar Bellman-Ford (lidhjet e pandërprera përcaktojnë lidhjen direkt; vizat e ndërprera përcaktojnë distancën)

Kështu në një operacion të algoritmit aktual, një variant i lehtë i ekuacionit (2.2) është përdorur, ku kostoja minimale është llogaritur për nga iteracionet përmes numrit të hopeve. Në mënyrë specifike, ne përcaktojmë termin për koston minimale në termat e numrit të hopeve h si mëposhtë:

- $\overline{D}_{ij}^{(h)}$ = kosto e rrugës me kosto minimale nga nyja i tek nyja j kur janë marrë në konsideratë deri në një numër h hopesh

Algortimi Bellman-Ford [1] që iteron në termat e numrit të hopeve është dhënë në Algoritmin 2.1 Vëmë re përdorimin e (h) në indeksin e sipërm në ekuacionin (1.5); ndërsa shprehja në anën e djathtë është deri në h hope, me konsideratën e një hopi më shumë, shprehja në të majtë jepet tani në h+1 hope.

ALGORITMI 2.1 Algoritmi i centralizuar Bellman- Ford

Inicializojmë nyjet *i* dhe *j* në rrjet:

$\overline{D}_{ii}^{(0)} = 0$, për të gjitha *i;* $\overline{D}_{ij}^{(0)} = \infty$, për $i \neq j$. (2.3)

Për *h*=0 deri në N-1 bëj

$\overline{D}_{ii}^{(h+1)} = 0$, për të gjitha *i* (2.4)

$\overline{D}_{ij}^{(h+1)} = \min_{k \neq j}\{ \overline{D}_{ik}^{(h)} + d_{kj} \}$, (2.5)

Për rrjetin me 6 nyje (Figura 2.3), algoritmi Bellman – Ford është ilustruar në Tabelën 2.1. Një mënyrë e mirë për të kuptuar Bellman - Ford me iteracion me hope është ta vizualizojmë përmes një shembulli.

Tabela 2.1 Kostoja minimale nga nyja 1 te nyjet e tjera duke përdorur Algoritmin 2.1

h	$\overline{D}_{12}^{(h)}$	Rruga	$\overline{D}_{13}^{(h)}$	Rruga	$\overline{D}_{14}^{(h)}$	Rruga	$\overline{D}_{15}^{(h)}$	Rruga	$\overline{D}_{16}^{(h)}$	Rruga
0	∞	-	∞	-	∞	-	∞	-	∞	-
1	1	1-2	∞	-	1	1-4	∞	-	∞	-
2	1	1-2	2	1-4-3	1	1-4	3	1-4-5	16	1-4-6
3	1	1-2	2	1-4-3	1	1-4	3	1-4-5	3	1-4-3-6
4	1	1-2	2	1-4-3	1	1-4	3	1-4-5	3	1-4-3-6
5	1	1-2	2	1-4-3	1	1-4	3	1-4-5	3	1-4-3-6

Konsiderojmë gjetjen e rrugës më të shkurtër nga nyja 1 te nyja 6 ndërkohë që numri i hopeve rritet. Kur $h = 1$, nënkuptohet duke marrë parasysh një lidhje direkt midis 1 dhe 6; meqë nuk ka asnjë lidhje direkte, $\overline{D}_{16}^{(1)} = \infty$. Kur $h = 2$, rruga 1-4-6 është mundësia e vetme meqë kjo është një rrugë me dy lidhje, për shembull, ai përdor dy hope, duke konsistuar në lidhjet 1-4 dhe 4-6; në këtë rast, kostoja minimale me hop-iteracion (hop-iterated) është 16 (= $\overline{D}_{16}^{(2)}$). Për $h = 3$, ne mund të shkruajmë hapin e Bellman - Ford si më poshtë (treguar vetëm për *k* për të cilën $d_{k6} < \infty$) meqë janë tre rrugë të mundëshme që duhet të merren parasysh:

$k = 3$: $\overline{D}_{13}^{(2)} + d_{36} = 2 + 1 = 3$

$k = 5$: $\overline{D}_{15}^{(2)} + d_{56} = 3 + 1 = 4$

$k = 4$: $\overline{D}_{14}^{(2)} + d_{46} = 1 + 15 = 16.$

Në këtë rast, ne zgjedhim të parën meqë kostoja minimale është 3, dmth. $\overline{D}_{16}^{(3)} = 3$ me rrugën më të shkurtër 1-4-3-6. Është e rëndësishme të theksohet se algoritmi Bellman–Ford llogarit vetëm koston minimale; kjo nuk gjurmon rrugën më të shkurtër aktuale.

Ne kemi përfshirë rrugën më të shkurtër në Tabelën 2.1 për lehtësinë e të kuptuarit se si algoritmi punon.

Për shumë mjedise rrjeti, nuk është e nevojshme të njihet e gjithë rruga; vetëm të njohësh nyjen tjetër k për të cilën kostoja është minimale – kjo mund të ndiqet (gjurmohet) lehtë me operatorin min në ekuacionin (2.5).

2.5.2 Algoritmi Dijkstra

Algoritmi Dijkstra [1] është një tjetër algoritëm i njohur rrugëzimi për rrugën më të shkurtër. Ideja bazë e algoritmit është krejt e ndryshme nga algoritmi Bellman-Ford ose vektor distancë. Ai punon mbi konceptin e një nyjeje fqinjë kandidate si dhe llogaritjet e vetë burimit për të identifikuar rrugën më të shkurtër tek një destinacion. Një tipar tjetër interesant rreth Dijkstras është se ai llogarit rrugët më të shkurtra tek të gjitha destinacionet nga një burim, në vend të vetëm një çifti specifik të nyjeve burim dhe destinacion në një kohë të caktuar - kjo është shumë e dobishme, sidomos në një rrjet komunikimi, meqë nyja dëshiron të llogarisë rrugën më të shkurtër drejt të gjithë destinacioneve.

2.5.2.1 Trajtimi i Centralizuar

Konsiderojmë një nyje i në një rrjet me N nyje, prej ku ne duam të llogarisim rrugët më të shkurtra drejt të gjitha nyjeve të tjera në rrjet. Lista e N nyjeve do të shënohet me N={ 1, 2 , ..., N}. Në përgjithësi një nyje destinacion do të shënohet me j $(j \neq i)$. Ne do të përdorim dy termat e mëposhtëm:

- d_{ij} = kostoja e lidhjes midis nyjes i dhe nyjes j
- $\underline{D}_{ij}$ = kostoja e rrugat me kosto minimale midis nyjes i dhe nyjes j.

Vëmë re se për të shmangur konfuzionin me llogaritjen në lidhje me algoritmin Bellman - Ford dhe vektor distancë, ne do të bëjmë *nënvizimin* te shkronja e madhe D, si $\underline{D}_{ij}$, për koston e rrugës midis nyjeve i dhe j në algoritmin Dijkstra.

Algoritmi Dijkstra ndan listën e N nyjeve në dy lista: ai fillon me listën e përhershme *S*, e cila përfaqëson nyjet e konsideruara tashmë, dhe lista tentativë *S'*, për nyjet që nuk janë konsideruar akoma. Siç algoritmi përparon, lista *S* zgjerohet me nyje të reja, ndërsa lista *S'* zvogëlohet sepse nyjet e reja të futura në *S* janë fshirë nga lista *S'*; algoritmi ndalon kur lista *S'* bëhet bosh. Fillimisht, ne kemi *S= {i}* dhe *S'* = N\ {*i*} (dmth. të gjitha nyjet në N përveç nyjes *i*).

Thelbi (bërthama) i algoritmit ka dy elementë: (1) si të zgjerojë listën *S* dhe (2) si të llogarisë rrugën më të shkurtër te nyjet që janë fqinje të nyjeve të listës *S*. Lista *S* zgjerohet në çdo iteracion duke konsideruar një nyje fqinje *k* të nyjes *i* me rrugën me kosto më të vogël nga nyja *i*. Në çdo iteracion, algoritmi më pas konsideron nyjet fqinje të *k,* të cilat nuk janë në S, për të parë nëse kostoja minimale ndryshon nga iteracioni i fundit.

Ne do të ilustrojmë algoritmin Dijkstra duke përdorur rrjetin e dhënë në Figurën 2.3. Supozojmë se nyja 1 dëshiron të gjejë rrugën më të shkurtër tek të gjitha nyjet e tjera në rrjet. Më pas, *S*={1} dhe *S'* = {2, 3, 4, 5, 6} dhe rrugët më të shkurtra tek gjithë nyjet që janë fqinje direkte të nyjes 1 mund të gjehen lehtësisht ndërsa për pjesën tjetër kostoja mbetet në ∞:

$$\underline{D}_{12}=1, \qquad \underline{D}_{14}=1, \qquad \underline{D}_{13}=\underline{D}_{15}=\underline{D}_{16}=\infty.$$

Për iteracionin tjetër, vërejmë se nyja 1 ka dy fqinjë të lidhur direkt: nyjen 2 dhe nyjen 4 me respektivisht d_{12} = 1 dhe d_{14} = 1; të gjitha nyjet e tjera nuk janë të lidhur direkt me nyjen 1, dhe kështu, kostoja "direkte" te këto nyje mbetet ∞. Meqë të dyja nyjet 2 dhe 4 janë fqinjë me të njëjtin minimum kostoje, në zgjedhim njërën prej tyre. Për ilustrim, zgjedhim nyjen 2 dhe kjo nyje bëhet ndërmjetëse, *k*. Kështu ne kemi tani *S*= {1, 2), dhe *S'* bëhet {3, 4, 5, 6}. Më pas, ne pyesim nyjen 2 për koston e fqinjëve të saj direkt që nuk janë në *S*. Mund të shohim prej Figurës 2.3 se fqinjët e nyjes 2 janë nyja 3 dhe nyja 4. Kështu, krahasojmë dhe llogarisim koston nga nyja 1 për këto dy nyje dhe shohim nëse ka ndonjë përmirësim:

$$\underline{D}_{13} = \min\{ \underline{D}_{13} , \underline{D}_{12} + d_{23} \} = \min \{ \infty, 1 +2\} = 3$$

$$\underline{D}_{13} = \min\{ \underline{D}_{14} , \underline{D}_{12} + d_{24} \} = \min \{ 1, 1 +1\} = 1.$$

Vëmë re se nuk ka ndonjë përmirësim në kosto tek nyja 4; kështu, ne mbajmë rrugën më të shkurtër origjinale. Për nyjen 3 tani kemi një rrugë më të shkurtër , 1-2-3. Për pjesën e mbetur të nyjeve kostoja mbetet ∞. Kjo kompleton këtë iteracion. Ne më pas

lëvizim në iteracionin tjetër dhe gjejmë se ndërmjetësja tjetër është $k = 4$ dhe proçesi vazhdon si më parë.

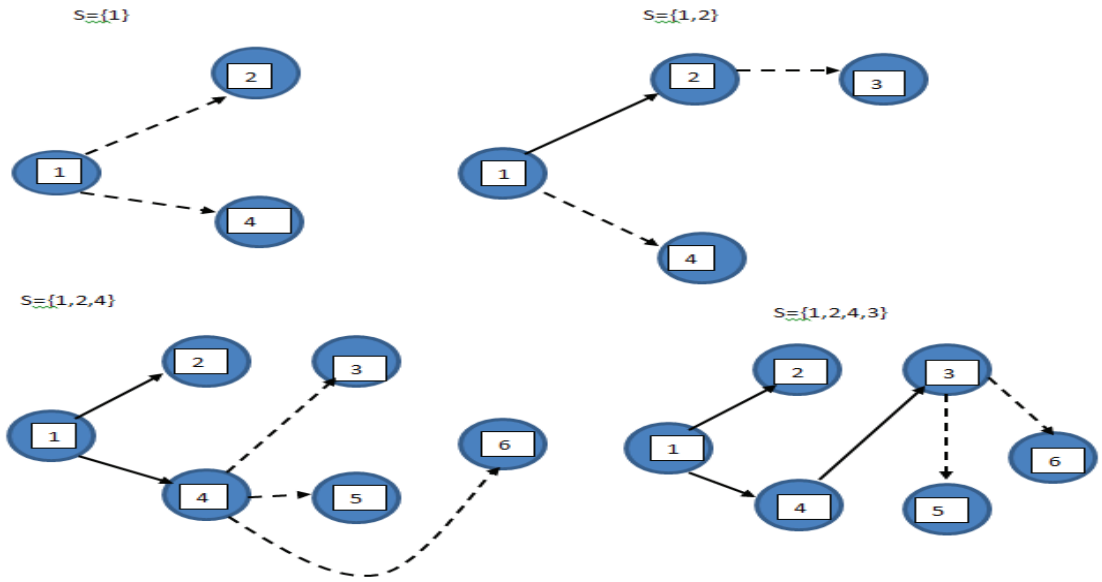


Figura 2.5 Pamja iterative e algoritmit Dijkstra

Në Tabelën 2.2, kemi përmbledhur gjithë hapat derisa të gjitha nyjet janë konsideruar (përfshirë) në listën S dhe në Figurën 2.5 japim një ilustrim vizual se si algoritmi shton një nyje të ndërmjetme k tek lista S. Versioni i centralizuar i algoritmit Dijkstra jepet formalisht në Algoritmin 2.2.

ALGORITMI 2.2 Algoritmi Dijkstra për rrugën më të shkurtër (trajtimi i centralizuar).

1. Fillo me nyjen burim i në listën e përhershme të nyjeve të shqyrtuara, dmth. $S=\{i\}$; të gjitha nyjet e mbetura janë vendosur në listën tentativë (tentative) S'. Inicializo

   $\underline{D}_{ij} = d_{ij}$, për të gjitha $j \epsilon S'$.

2. Identifiko një nyje fqinje (ndërmjetëse) k, jo në listën aktuale S, në rrugën me kosto minimale nga nyja i, dmth., gjej $k \epsilon S'$ të tillë që $\underline{D}_{ik} = \min_{m \in S'} \underline{D}_{im}$.

   Shto k te lista permanente S, dmth $S = S \cup \{k\}$,

   Hiq k nga lista tentativë S', dmth $S' = S' \setminus \{k\}$.

   Nëse S' është bosh, ndalo.

3. Konsidero listën e nyjeve fqinje, N_k, të ndërmjetëses k (por mos konsidero nyjet që janë tashmë në S) për të kontrolluar për përmirësim në rrugën me kosto minimale, dmth. , për $j \epsilon N_k \cap S'$

$$\underline{D}_{ij} = \min \{ \underline{D}_{ij}, \underline{D}_{ik} + d_{kj} \}. \quad (2.6)$$

Shko te hapi 2.

Tabela 2.2 Hapat iterativë në algoritmin Dijkstra

Iteracioni	Lista, S	$\underline{D}_{12}$	Rruga	$\underline{D}_{13}$	Rruga	$\underline{D}_{14}$	Rruga	$\underline{D}_{15}$	Rruga	$\underline{D}_{16}$	Rruga
1	{1 }	1	1-2	∞	-	1	1-4	∞	-	∞	-
2	{1,2}	1	1-2	3	1-2-3	1	1-4	∞	-	∞	-
3	{1,2,4}	1	1-2	2	1-4-3	1	1-4	3	1-4-5	16	1-4-6
4	{1,2,4,3}	1	1-2	2	1-4-3	1	1-4	3	1-4-5	3	1-4-3-6
5	{1,2,4,3,}	1	1-2	2	1-4-3	1	1-4	3	1-4-5	3	1-4-3-6
6	{1,2,4,3,}	1	1-2	2	1-4-3	1	1-4	3	1-4-5	3	1-4-3-6

2.5.2.2 Trajtimi i Shpërndarë

Varianti i shpërndarë i Dijkstra është shumë i ngjashëm me versionin e centralizuar. Diferenca kryesore është se kostoja e lidhjes të pranuar nga një nyje mund të jetë e ndryshme nga një nyje tjetër meqë ky informacion është i përhapur në një mënyrë asinkrone. Kështu, ne shënojmë koston e lidhjes *k-m* të pranuar tek nyja *i* në një kohë *t* me d^{i}_{km}(t).

Në mënyrë të ngjashme, distanca minimale nga *i*-ja tek *j*-ja është e varur nga koha dhe është shënuar me $\underline{D}_{ij}$(t).

Algoritmi Dijkstra për mjedisin e shpërndarë është prezantuar në Algoritmin 2.3. Hapat janë të ngjashme me versionin e centralizuar. Kështu, në versionin e shpërndarë, komunikimi i informacionit mbi koston e lidhjes në një mënyrë të shpërndarë është

marrë në konsideratë nga algoritmi. Hapat janë dhënë në Tabelën 2.2. Këtë herë ne mund të mendojmë për hapat iterativë si rritje në kohë, në termat e të mësuarit rreth lidhjeve të ndryshme dhe kostove të lidhjeve në rrjet.

ALGORITMI 2.3 Algoritmi Dijkstra për rrugën më të shkurtër (trajtimi i shpërndarë).

1. Zbulo nyjet në rrjet, N, dhe koston e lidhjes *k-m*, d_{km}^{i}(t), të njohur për nyjen *i* në kohën e llogaritjes, *t*.

2. Fillo me nyjen burim *i* në listën permanente të nyjeve të konsideruara, domethënë:

$S = \{i\}$; të gjitha nyjet e tjera të mbetura janë vendosur në listën tentativë, *S'*. Inicializo

$$\underline{D}_{ij}(t) = d_{ij}^{i}(t), \text{ për të gjitha } j \in S'.$$

3. Identifiko një nyje fqinje (ndërmjetëse) *k* jo në listën korente *S*, me rrugën me kosto minimale nga nyja *i*, domethënë gjej $k \in S'$ të tillë që $\underline{D}_{ik}(t) = \min_{m \in S'} \underline{D}_{im}(t)$.

Shto k te lista permanente *S*, dmth. $S = S \cup \{k\}$,

Hiq k nga lista tentativë *S*', dmth. $S' = S' \setminus \{k\}$.

Nëse *S'* është bosh, ndalo.

4. Konsidero (shqyrto) nyjet fqinje N_k të nyjes ndërmjetëse *k* (por mos konsidero nyjet që janë tashmë në *S*) për të kontrolluar për përmirësim në rrugën me kosto minimale, domethënë për $j \in N_k \cap S'$

$$\underline{D}_{ij}(t) = \min \{ \underline{D}_{ij}(t), \underline{D}_{ik}(t) + d_{kj}(t) \}. \quad (2.7)$$

Shko te hapi 3.

Përcaktimi i hapit tjetër të rradhës është i rëndësishëm në shumë mjedise rrjeti; ky hap i referohet nyjes tjetër të lidhur direkt që nyja burim *i* duhet të bëjë për të arritur një destinacion *j*; në mënyrë ideale, hopi tjetër duhet të jetë në rrugën optimale. Në algoritmin 2.4, ne prezantojmë një version disi formal të algoritmit Dikstra me qëllim që

të nxjerrim në pah kushtet logjike. Në këtë algoritëm, kemi përfshirë gjithashtu një identifikues tjetër H_{ij} për të gjurmuar hopin tjetër nga *i* tek destinacioni *j*. Së fundi, në disa situata, rruga më e shkurtër tek një destinacion specifik *j*, në vend të të gjithë destinacioneve, është i mjaftushëm per t'u llogaritur. Kjo mund të përfshihet lehtësisht në Algoritmin 2.3 duke futur operacionin vijues midis rreshtit 19 dhe rreshtit 20: " if (*k* është e njëjtë me destinacionin *j*), exit ciklin while;" kjo do të thotë që ne e kemi gjetur rrugën më të shkurtër tek destinacioni *j*.

ALGORITMI 2.4 Algoritmi Dijkstra për rrugën më të shkurtër (me ndjekje të hopit tjetër).

0 // Llogaritje në kohën *t*
1 $S = \{i\}$ //lista permanente; fillon me nyjen burim *i*
2 $S' = N \setminus \{i\}$ //lista tentativë (e nyjeve të tjera)
3 for (*j* in *S*') do
4 if(d_{ij}^{i}(t) < ∞) then // nëse *i* është direkt e lidhur me *j*
5 $\underline{D}_{ij}$(t) = d_{ij}^{i}(t)
6 $H_{ij} = j$ // hopi tjetër i *i* është *j*
7 else
8 $\underline{D}_{ij}$(t) = ∞
9 H_{ij} = -1 // hopi tjetër nuk vendoset
10 End if
11 End for
12 while (*S*' is not empty) do // derisa lista tentativë nuk është bosh
13 *Dtemp* = ∞ //gjen fqinjin *k* me kosto minimale
14 For (*m* in *S*')do
15 if ($\underline{D}_{im}$(t)<*Dtemp*) then
16 *Dtemp* = $\underline{D}_{im}$(t)
17 *k* = *m*
18 End if
19 End for
20 $S = S \cup \{k\}$ // shto te lista permanente
21 $S' = S' \setminus \{k\}$ // fshi nga lista tentativë
22 for (*j* in $N_k \cap S'$) do

```
if (D_ij(t)>D_ik(t) + d^i_kj(t) then // nëse kostoja përmirësohet përmes k
D_ij(t) = D_ik(t) + d^i_kj(t)
H_ij = H_ik  // hopi tjetër për destiancionin j; trashëguar nga k
End if
End for
End while
```

2.5.2.3 Krahasimi i Algoritmit Bellman - Ford dhe Dijkstra

Le të bëjmë një krahasim të shpejtë midis Algoritmit Dijkstra (Algoritmi 2.2) dhe atij Bellman - Ford (Algoritmi 2.1). Së pari, algoritmi Bellman-Ford llogarit rrugën më të shkurtër të një destinacioni në një kohë, ndërsa algoritmi Dijkstra llogarit rrugët më të shkurtra tek të gjitha destinacionet (ndonjëherë quhet pema me rrugët më të shkurtra). Kur ne krahasojmë koston minimale për çdo algoritëmpra midis ekuacionit (2.2) dhe ekuacionit (2.6), mund të na duket sikur janë të njëjta. Megjithatë, ka shumë ndryshime të rëndësishme. Në të dy algoritmet, është një nyje ndërmjetëse *k*; në rastin e algoritmit Bellman - Ford, nyja *k* rri mbi *të* gjitha nyjet për të gjetur hopin tjetër tek nyja *j*, ndërsa në rastin e Dijkstra, nyja *k* është një ndërmjetëse e përcaktuar dhe fikse dhe më pas llogaritja për rrugën më të shkurtër bëhet për të gjitha *j-t*ë. Tabela 2.1 dhe 2.2 janë të dobishme për kuptimin e kësaj diference.

Meqë janë operacione të ndryshme në algoritëm, është e dobishme të njihet kompleksiteti i llogaritjes, kështu që dy ose më shumë algoritme mund të vlerësohen në termat e kompleksitetit të llogaritjes duke përdorur konceptin "*big-O*". Për numër nyjesh N dhe numër total lidhjesh L, kompleksiteti i algoritmit Bellman - Ford është $O(LN)$. Kompleksiteti i algoritmit Dijkstra është $O(N^2)$ por mund të përmirësohet në $O(L + N \log N)$ duke përdorur një strukturë të dhënash të mirë. Vëmë re se nëse një rrjet është tërësisht i lidhur, numri i lidhjeve dydrejtimshe është $N*(N-1)/2$; kështu, për një rrjet tërësisht të lidhur, kompleksiteti i algoritmit Bellman-Ford është $O(N^3)$ ndërsa e algoritmit Dijkstra është $O(N^2)$.

Dy protokolle kyç rrugëzimi, protokolli vektor distancë dhe protokolli *linkstate*, kanë një marrëdhënie mjaft të drejtpërdrejtë, respektivisht, me algoritmin Bellman - Ford (ose trajtimit për llogaritjen për rrugën më të shkurtër bazuar në vektor distancë) dhe algoritmin Dijkstra.

2.5.3 K-rrugët më të shkurtra nga një nyje S

Këtu trajtojmë problemin e kërkimit të K rrugëve më të shkurtra elementare të një nyje të një grafi të paorientuar me gjithë të tjerët, ku K është një konstante fikse. Ky algoritëm bëhet një mjet i rëndësishëm në disa probleme optimizimi kombinatorik, mbi të gjitha për metodat e kërkimit të zonës përreth. Disa algoritme të këtij lloji themi që janë studiuar që më përpara. Fillimisht flasim për teknikën e zgjerimit të kërkimit të K rrugëve më të shkurtra të Dijkstra-s. Ajo konsiston në ruajtjen, të çdo vizite të një kulmi i, K-rrugët më të mira nga burimi tek i.

Një algoritëm i dymbëdhjetë (për gjetjen e 12 rrugëve të para) ndodhet në [4]. Ideja e algoritmit është si më poshtë. Ne gjejmë një rrugë të parë më të shkurtër me ndihmën e një algoritmi klasik të gjetjes së rrugëve më të shkurtra, për shembull atë të Dijsktra-s. Më pas, bëhen disa devijime duke u nisur nga kjo rrugë derisa të gjejmë rrugën e dymbëdhjetë më të shkurtër, e gjithë kjo duke qenë të kujdesshëm që të mos kalojmë disa herë në të njëjtat nyje. Rruga e trembëdhjetë llogaritet në të njëjtën mënyrë, duke u nisur nga devijimi i dymbëdhjetë më i shkurtër. Devijimet e gjeneruara janë ruajtur gjatë gjithë trajtimit. Kështu, për të gjetur rrugën e K më të shkurtër, do të llogarisim devijimet duke u nisur nga rruga *e* (K-1). Pasi ato llogariten të gjitha, ne sigurohemi që rruga e k-të më e shkurtër gjendet brenda fushës së devijimeve të gjetura. Kështu rruga më e shkurtër e regjistruar deri në këtë kohë është rruga e K-të më e shkurtër. Për më tepër, një algoritëm me kompleksitet O(|A| + |V|log|V| + k|V|) është propozuar në [5].

2.6 Protokollet, Algoritmat dhe Tabelat e Rrugëzimit

Tashmë jemi familiarë me dy nga algoritmat më të përdorshëm për zgjedhjen e rrugëve më të shkurtra, algoritmin Belmman - Ford dhe Dijkstra, së bashku me variacionet e tyre. Që një algoritëm të kryejë detyrën e tij, pra ta gjejë rrugën më të shkurtër, në një mori të tillash, secila nga nyjet duhet të ketë një informacion të caktur dhe përdorimi i këtij informacioni nga nyjet fqinje, bën të mundur funksionimin e algoritmave të këtij lloji. Një rol mjaft i rëndësishëm i një protokolli rrugëzimi është lehtësimi i procedurës së shkëmbimit të informacionit në një standart të caktuar.

Kur shkëmbimi i informacioneve është i kombinuar me një algoritëm të tillë si Bellman - Ford, të jep përshtypjen se protokolli i rrugëzimit është i lidhur ngushtë me një algoritëm që llogarit vetëm një rrugë specifike. Ndaj është e rëndësishme që të bëhën dallime midis një algoritmi rrugëzimi dhe një protokolli rrugëzimi. Në bazat e tij,

një protokoll rrugëzimi adreson se çfarë pjese informacioni një nyjeje mund ti nevojitet nga nyjet fqinje të saj dhe gjithashtu se çfarë informacioni duhet t'i kalohet fqinjëve. Me fjalë të tjera, një protokoll rrugëzimi nuk duhet të shqetësohet për mënyrën se si një nyje e përdor informacionin që merr nga fqinët e saj, informacion i cili do të shërbejë për të llogaritur rrugën me të shkurtër.

Në të njëjtën kohë, historikisht, ka patur një lidhje të ngushtë midis algoritmave të rrugëzimit dhe protokolleve te rrugëzimit. Ndonjëherë, madje shpesh, është e vështirë të bëhet dallimi midis të dyjave, gjë e cila sjell shpeshherë konfuzion. Gjithsesi, është e rëndësishme që një protokoll rrugëzimi të trajtohet ndyshe nga një algoritëm rrugëzimi.

2.6.1 Mënyrat e shpërndarjes së informacionit të rrugëzimit

Në këtë pjesë do të diskutojë mënyrën se si arrihet shkëmbimi i informacionit në një rrjet të caktuar. Kryesisht, ka dy mënyra komunikimi për shkëmbimin e informacionit të rrugëzimit : *in-band* dhe *out-of-band*. Dimë që këto terma janë përdorur për t'ju referuar një sërë dukurive në rrjeta dhe në rastin tonë u referohen dy dukurive specifike. Specifikisht, *in-band*, në kontekstin tonë, i referohet faktit që rrjeti i komunikimit që mbart trafikun e përdoruesëve do të mbartë dhe informacionin e rrugëzimit. Për shembull, një mekanizëm *in-band* është përdorur në internet që nga koha e implementimit të paketave IP. *Out-of-band*, ashtu si do i referohemi këtu, është një mënyrë, që përdor një rrjet të ndarë për të shkëmbyer informacionet e rrugëzimit, të ndarë nga rrjeti që shërben për rrugëzimin e trafikut të përdoruesëve.

2.6.2 Tabela e rrugëzimit

Është një komponent që është i lidhur me çdo protokoll rrugëzimi, i cili quhet tabela e rrugëzimit. Një tabelë rrugëzimi shërben si një burim informacioni për nyjet, informacion që i tregon një nyje se ku duhet të shkojë për të gjetur një nyje tjetër, që nuk mund të jetë fqinje me të. Një tabelë rrugëzimi mund të ndërtohet me hyrje që do të jenë gjatë gjithë kohës statike, pra një informacion i prezantuar njëherë do të mbetet statik në atë që thotë. Në këtë rast do të kemi përdorimin e nje rrugëzimi statik. Në rastet kur përdoret rrugëzimi dinamik, një nyje bën llogaritje për të matur kostot e rrugëzimit dhe e përditëson tabelen e rrugëzimit me informacionet që nxjerr nga llogaritjet, përditësim që bëhet në mënyrë periodike. Janë dy forma tipike të tabelave të rrugëzimit, (1*) next hope-based* ose *hop-by-hop based* dhe (2*) explicit-route based* ose *source-routing based.* Në rastin parë, një nyje ruan vetëm treguesin e nyjeve fqinje, ose treguesin e hopit tjetër, pra, e thënë me fjale të tjera, kjo nyje është e informuar vetëm për nyjet e saj fqinje. Në

rastin e dytë një nyje është e informuar për të gjithë hopet që duhet të ndjekë deri në destinacion. Rastit të dytë i referohemi shpesh si *routing pinning*. Ky lloj rrugëzimi është mjaft i zakonshëm në rrjetat me protokollë të tillë is OSPF dhe IS-IS. Ndërsa forma e parë është tipike për rrjetat e telefonisë.

2.7 Protokolli i Rrugëzimit Distancë Vektor

Në disa mënyra, protokolli distancë vektor është më i vjetri në përdorimin praktik. Prandaj është bërë e mundur të mësohet shumë rreth këtij protokolli.

Përpara se të vazhdojmë më tej, japim një shpjegim të shkurtër rreth algoritmit të këtij protokolli. Ky algoritëm na thotë që nëse një nyje, le të themi nyja *i*, duhet të dijë distancën ose koston nga fqinjët e tij tek një destinacion, le të themi nyja *j,* në mënyrë që të mund të përcaktojë rrugën më të shkurtër. Meqënëse nyja *i* mund të ketë fqinjë të shumtë, është e preferueshme që kjo nyje të dijë distancën e të gjithë nyjeve të tij fqinje me nyjen destinacion *j*, në mënyrë që nyja *i* të mund të përcaktojë rrugën më të shkurtër. Kjo do të thotë se diskutimi ynë rreth protokollit distancë vektor është fortësisht i lidhur me algoritmin e distancë vektor.

Më poshtë do të qartësojmë disa aspekte të protokollit:

- Protokolli nuk e ka të nevojshme të dijë paraprakisht se sa është numri i nyjeve në rrjet; me fjalë të tjera, me anë të informacionit që përditësohet në mënyrë periodike, mund të mësohet për një nyje të re që i bashkohet rrjetit dhe nyjet e tjera e përditësojnë listën e nyjeve që janë destinacione të mundshme.
- Numërimi i nyjeve mund të kryhet me anë të një skeme adresimi që nuk është pjesë direkte e protokollit (për shembull, adresimi IP me RIP).
- Për çdo destinacion *j* nga nyja *i*, protokolli mban/përditëson hopin tjetër, që do të shënohet me H_{ij}.
- Me ardhjen e një mesazhi distancë vektor nga një fqinj *k*, protokolli përditëson koston e destinacionit, nëse hopi i rradhës i ruajtur paraprakisht, për të njëjtin destinacion është po nga ky fqinj *k*.
- Hapat që u treguan më sipër, nuk e kanë të nevojshme të ekzekutohen sipas një rradhe të caktuar.

- Me shumë mundësi, midis hapave ka një kohë pritjeje, gjithashtu dhe midis nënhapave, në varësi të numrit të nyjeve dhe të natyrës së përditësimit të informacionit nga këto nyje.

2.8 Protokolli i Rrugëzimit Gjendje-Lidhje

Ideja e protokollit Gjendje-Lidhje është e bazuar tek algoritmi Dijkstra. Një aspekt mjaft i rëndësishëm i këtij algoritmi, që duhet kuptuar patjetër, është që një nyje duhet të ketë informacion për topologjinë e rrjetit, në mënyrë që të mund të llogarisë rrugën më të shkurtër. Me informacion të topologjisë do të kuptojmë lidhjet në rrjet dhe nyjet me të cilat janë lidhur, së bashku me koston e secilës lidhje. Një nyje në rrjet duhet të ruajë koston e një lidhjeje dhe të regjistrojë nëse lidhja është funksionale për momentin, apo jo. Kësaj i referohemi përgjithësisht si Gjendje-Lidhje. Kjo i ka dhënë themel lindjes së termit mjaft të përdorshëm Gjendje-Lidhje. Ky informacion i marrë duhet të ruhet në një qendër të dhënash, që i referohemi si Gjendje-Lidhje *database.* Pra, me sa thamë, kuptojmë që protokolli Gjendje-Lidhje është një mënyrë me të cilën informacioni komunikohet ndërmjet nyjeve, në mënyrë të tillë që të gjitha nyjet të kenë nje *database* Gjendje-Lidhje sa më konsistente. Ndërsa kjo ide bazë është mjaft e thjeshtë, nuk është kaq e lehtë që ta implementosh në një mjedis real për shpërndarjen e informacionit.

Ka shume probleme që duhen konsideruar. Fillimisht, në çfarë mënyre arrin një nyje të marrë informacion për të gjithë lidhjet që ka nyja në fjalë me fqinjet e saj, pra informacionin e lidhjes? Së dyti, a kanë të gjitha nyjet të njëjtin informacion për gjendjen e lidhjes? E treta dhe e fundit, si do të bëhet e mundur shpërndarja e informacionit të gjendjes së lidhjes?

Fillimisht, ne duhet të dimë nëse një rrjet përdor metodën *in-band* apo *out-of-band* për të komunikuar, shkëmbyer informacionin e gjendjes së lidhjes, pra nëse kjo arrihet duke përdorur informacion *pull* apo informacion *push*, apo një mekanizem tjetër hibrid.

Nëse një rrjet komunikimi përdor një mekanizëm *out-of-band* për të komunikuar dhe shpërndarë informacion në rrjet, informacion i cili ka të bëjë me gjendjen e lidhjes, atëhere janë dy mundësitë e veprimit në këtë rast :

1. Çdo çift nyjesh mban komunikim me njëra-tjetrën, pavarësisht vendndodhjes së njërës apo tjetrës nyje.
2. Të gjitha nyjet komunikojnë me një sistem qëndror me anë të një kanali të dedikuar, i cili komunikon mbrapsht me të gjitha nyjet.

Të dyja këto opsione janë aplikuar në rrugëzimin dinamik në rrjetin telefonik, pavarësisht nëse është përdorur një rrjet sinjalesh apo një sërë qarqesh të dedikuara për të arritur komunikimin dhe shkëmbimin e gjendjes së lidhjes. Në rastin e dytë, përdoret një sistem qëndror për të bërë llogaritjet e rrugëve dhë për t'i shpërndarë këto informacione të fituara në të gjitha nyjet.

Komunikimet për informacionin e rrugëzimit *in-band* mund të ndahen në dy kategori :

1. *In-band* i bazuar në hop-pas-hop në lidhje
2. *In-band* i bazuar në baza seksionesh

Në një rrjet trasmetimi të të dhënave, një diferencë e vogël midis paketash mund të përdoret për të komunikuar informacionin e rrugëzimit, në një lidhje të bazuar në hop-pas-hop-i. Në anën tjetër, një rrjet të dhënash ofron gjithashtu dhe funksionin e një lidhjeje virtuale të besueshme (të tillë si lidhjet e bazuara në protokollin TCP). Kjo lidhje e sigurt mund të përdoret për të shkëmbyer informacione për rrugëzimin, pra dy nyje mund të krijojnë një lidhje virtuale dhe të shkëmbejnë informacion ndërmjet tyre.

KAPITULLI 3
MEKANIZMAT E RINDËRTIMIT

Hyrje

Ky punim doktorature ka objektiv kryesor mbijetesën e rrjetit dhe më saktësisht paraqitjen e një skemë hibride rirrugëzimi me efektivitet kostoje. Le të fillojmë duke e vendosur studimin tonë në këtë kontekst dhe të rishikojmë disa teknika tradicionale rindërtimi. Ekzistojnë mekanizma të ndryshëm rindërtimi për rrjetet e telekomunikacionit [6], [7], ku secila prej tyre ka avantazhe dhe mangësi për sa i përket kostos së investuar, përpjekjeve të kërkuara për mirëmbajtje dhe rezultatit të rindërtimit. Teknikat ekzistuese mund të grupohen në strategji mbrojtje nga njëra anë dhe në strategji rindërtimi nga ana tjetër, si në figurën 3.1 më poshtë.

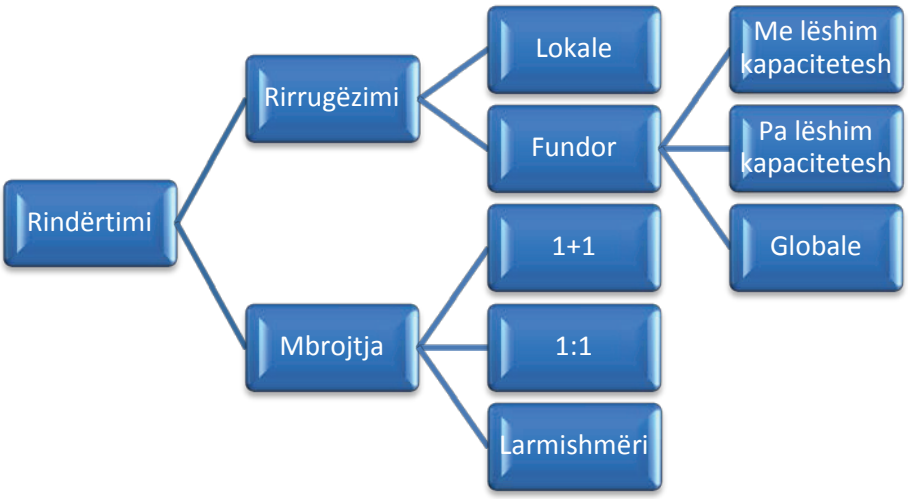


Figura 3.1 Paraqitja skematike e teknikave të rindërtimit

Diferenca kryesore qëndron në kohëzgjatjen e veprimit të lidhjes. Megjithëse të dyja kërkojnë lidhje, skema e mbrojtjes përdor rrugë të paraplanifikuara rindërtimi përpara se dështimi të ndodhë. Prandaj rindërtimi është shumë i shpejtë por, janë të nevojshme lidhje shtesë. Strategjitë rindërtuese janë më fleksibël në lidhje me skenarët e dështimit dhe sigurojnë përdorim efikas të kapacitetit të lidhjes rezervë *(backup)*. Duke u bazuar në "nivelin e rindërtimit", startegjitë rindërtuese mund të grupohen në dy grupe të quajtura rindërtim (rirrugëzim) i pjesshëm dhe global. Një strategji globale e rirrugëzimit (GR) përfshin llogaritjen e një rrugëzimi plotësisht të ri për gjendjen e rrjetit

në ndryshim nga një strategji rindërtimi e pjesshme ku vetëm trafiku i ndërprerë (bllokuar) është subjekt i rirrugëzimit. Strategjitë e pjesshme të rirrugëzimit mund të ndahen më tej në strategji rirrugëzimi lokale dhe strategji rirrugëzimi fundor i të gjithë rrugës së kërkesës së dëmtuar që më poshtë do i referohemi si Rirrugëzimi fundor *(end to end rirouting),* bazuar në faktin se kush nyje e fillon rirrugëzimin. Më saktësisht në strategjinë lokale të rirrugëzimit trafiku i ndërprerë duhet të rirrugëzohet ndërmjet nyjeve fundore të lidhjes së dështuar. Kjo tip strategjie përgjithsisht ofron detektimin më të shpejtë të dështimit dhe rindërtimit. Një strategji më fleksible dhe ekonomike është rirrugëzimi fundor (i quajtur gjithashtu rindërtimi i rrugës) i cili përcjell informacion dështimi të trafikut të kërkuar tek nyjet destinacion në mënyrë që të rivendosë përsëri rirrugëzimin ndërmjet ekstremiteteve të dështimeve të kërkuara. Janë dy tipe të stategjisë së rirrugëzimit fundor të quajtura 'me lëshim kapacitetesh'dhe 'pa lëshim kapacitetesh'. Rirrugëzimi me lëshim kapacitetesh quhet gjithashtu Rindërtimi i Kufizuar (RR) si në [8], [9].

Në këtë studim, ne do të konsiderojmë dy gjendje të ndryshme të rrjetit: gjendjen nominale (NS) ku i gjithë rrjeti është funksional dhe gjendjen e dështuar (FS) ku të paktën një lidhje nuk është funksionale. Rirrugëzimi në rrjet është fluksi i cili kënaq një kërkesë të dhënë, më saktësisht një bashkësi rrugësh ndërmjet dy ekstremiteteve të kërkesës me një vlerë fluksi jo negative. Rrugëzimi në rastin e dështimit të lidhjes është riorganizimi i rrugëzimit të disa kërkesave të ndërprera (ose jo) nga dështimi në mënyrë që të rindërtojmë kapacitetin fillestar të rrjetit.

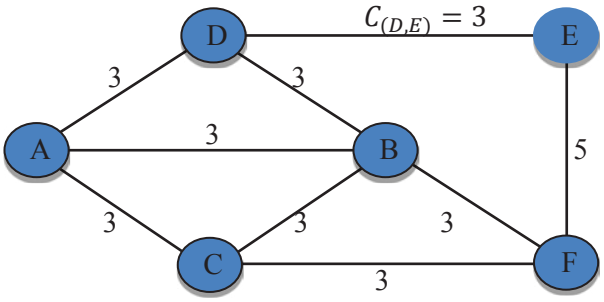


Figura 3.2 Rrjeti

Le të marrim një shembull në mënyrë që të ilustrojmë të gjitha teknikat e rindërtimit. Le të konsiderojmë një rrjet si ne figurën 3.2 me 6 nyje A, B, C, D, E, F dhe 9 lidhje (A,D), (A,B), (A,C), (B,C), (B,D), (B,F), (C,F), (D,E), (E,F) me të njëjtën kosto unitare $\xi_e = 3$ dhe një kapacitet prej 3 njësish, përveç lidhjes (E,F), e cila ka kapacitet 5 njësi.

Një kërkesë është e ndërprerë nga dështimi i një lidhjeje, në qoftë se të paktën një rrugë e kësaj kërkese kalon përmes kësaj lidhjeje të dështuar. Në këtë shembull (figura 3.3) janë dy kërkesa për t'u kënaqur: (A,F) [blu] me volum 4 njësi dhe (C,E) [jeshile] me volum 2 njësi.

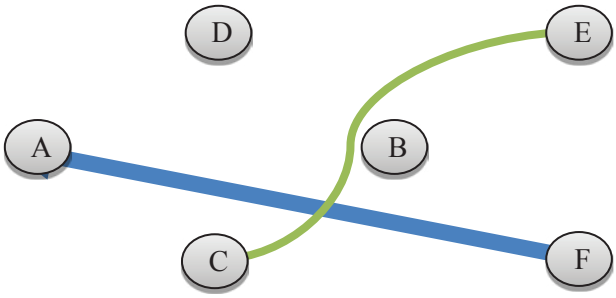


Figura 3.3 Kërkesat

3.1 Mbrojtja

Skemat e mbrojtjes përdorin rrugë të paraplanifikuara rindërtimi, të cilat janë plotësisht të lidhura apo funksionale përpara se të ndodhë dështimi. Skemat e mbrojtjes mund të ndahen në:

- Mbrojtja 1+1: Në këtë skemë mbrojtjeje, të gjitha kërkesat janë rrugëzuar në dy rrugë me kulme të shkëputura dhe nyja destinacion përzgjedh cilësinë më të mirë të sinjalit.

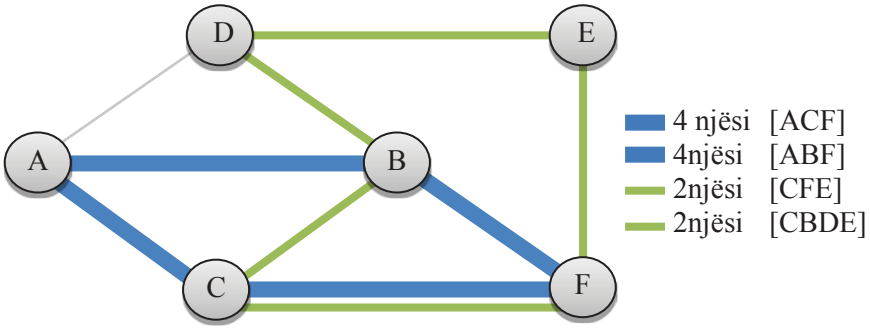


Figura 3.4 Mbrojtja 1+1 (dhe 1 : 1)

Në veçanti, në qoftë se njëra prej këtyre dy rrugëve dështon, i gjithë trafiku rrugëzohet në rrugën tjetër.

Në figurën 3.4, kërkesa (A, F) është rrugëzuar në rrugën A-B-F dhe A-C-F. Këto rrugë kanë të njëjtin kapacitet prej 4 njësi dhe janë me kulme të shkëputura. Kështu, edhe pse lidhja mund të dështojë, trafiku nuk do të ndërpritet kurrë. Në të njëjtën mënyrë, kërkesa (C, E) do të rrugëzohet në dy rrugë me kulme të shkëputura A-F-E dhe C-B-D-E.

- Mbrojtja1:1. Kjo teknikë e njohur si rrugët e lidhjeve rezervë të dedikuara është e ngjashme me mbrojtjen 1+1 (figura 3.4), vetëm se njëra prej dy rrugëve përdoret kur tjetra dështon. Parallogaritja e rrugëve të lidhjeve rezervë të dedikuara, siguron se në rast dështimi trafiku do të rirrugëzohet menjëherë përmes rrugës së lidhjeve rezervë.
- Larmishmëri rrugësh (ose kërkesa e zgjuar e përbashkët për mbrojtje)**.** Në këtë skemë mbrojtjeje trafiku i një kërkese rrugëzohet në disa rrugë jo detyrimisht me kulme të shkëputura. Ato janë dedikuar kësaj kërkese dhe një pjesë e gjerësisë së brezit të rezervuar është parashikuar për lidhjet rezervë.

Detyrimi i vetëm është se pavarësisht dështimit të lidhjes, kapaciteti i mbetur i rrugëve jo të ndërprera duhet të jetë i mjaftueshëm për të rrugëzuar të gjithë trafikun e kërkesës.

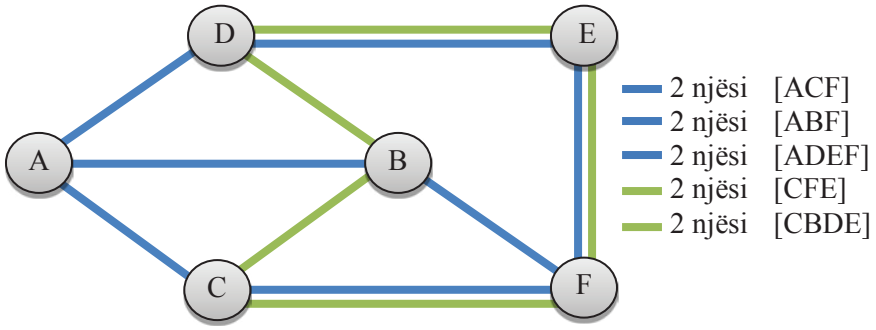


Figura 3.5 Larmishmëri rrugësh

Në figurën 3.5 kërkesa (C, E) është rrugëzuar në dy rrugë me kulme të shkëputura me të njëjtin kapacitet prej 2 njësi, ashtu sikurse për mbrojtjen 1+1. Gjithsesi, kërkesa (A, F) me një volum 4 njësi është rrugëzuar në 3 rrugë me kapacitet 2 njësi. Duke qënë se këto rrugë janë me kulme të shkëputura, pavarësisht se cila lidhje dështon, i gjithë trafiku do të rrugëzohet duke përdorur dy prej këtyre tre rrugëve.

3.2 Rirrugëzimi

Rirrugëzimi është një tjetër mënyrë për të rindërtuar trafikun. Ai siguron restaurimin, duke përdorur kapacitetin e papërdorur të disponueshëm në rrjet, për të rirrugëzuar trafikun e ndërprerë. Niveli i restaurimit mund të jetë shumë i lartë (deri 100%). Në të njëjtën kohë, kapacitetet e mbetura mund të ndahen ndërmjet rrugëve të ndryshme të lidhjeve rezervë, ç'ka e bën këtë strategji më efektive në kosto se strategjia e mbrojtjes. Disavantazhi kryesor i kësaj strategjie rirrugëzuese është se koha e rindërtimit në raste dështimi dhe numri i rrugëve të përdorura për çdo kërkesë, është me e madhe se ajo e marrë nga strategjitë e mbrojtjes. Strategjitë më të njohura rirrugëzuese, janë rirrugëzimi lokal dhe rirrugëzimi fundor.

Në mënyrë që të ilustrojmë këto strategji rirrugëzimi, le të japim rirrugëzimin nominal të rrjetit tonë (figura 3.6). Në rastin nominal kërkesa (A, F) është rrugëzuar në dy rrugët blu (A-C-F dhe A-B-F) dhe kërkesa (C, E) në rrugën jeshile (C-B-F-E).

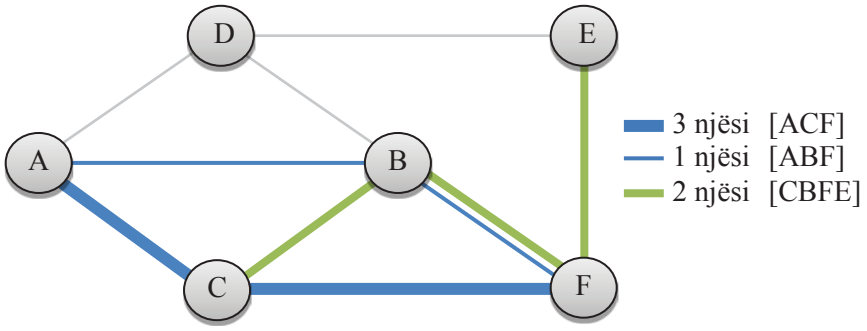


Figura 3.6 Rrugëzimi Nominal

3.2.1 Rirrugëzimi Lokal

Kur ndodh një dështim lidhjeje, rirrugëzimi bëhet ndërmjet dy ekstremiteteve të lidhjes së dështuar. Me fjalë të tjera, një kërkesë e re krijohet ndërmjet ekstremiteteve të lidhjes së dështuar me një vlerë të njëjtë me fluksin nominal në këtë lidhje. Përsa i përket rrugëve jo të ndërprera nuk bëhet asnjë modifikim. Le të konsiderojmë se në rrjetin tonë dështon lidhja (B,F).

Ky dështim ndikon në rrugëzimet nominale të dy kërkesave (A, F) dhe (C, E). Krijohet një kërkesë lokale ndërmjet B dhe F. Kjo kërkesë mund të rirrugëzohet pas dështimit përmes rrugës B-D-E-F. Kjo rrugë është e lidhur me pjesën jo të ndërprerë të rrugëve të ndërprera (rruga A-B për kërkesën (A, F) dhe rrugët C-B dhe F-E për kërkesën (C, E)). Kështu, rrugët e lidhjeve rezervë janë respektivishtë A-B-D-E-F dhe C-B-D-E-F-E. Rruga jo e ndërprerë A-C-F nuk rirrugëzohet.

Vëmë re në figurën 3.7 se rruga e lidhjes rezervë përmban një lak. Kjo nënkupton se lidhja (E, F) kërkon një kapacitet më të lartë. Pra, ekzistenca e laqeve në rrugët e lidhjeve rezervë është një disavantazh i rirrugëzimit lokal krahasuar me rirrugëzimin fundor.

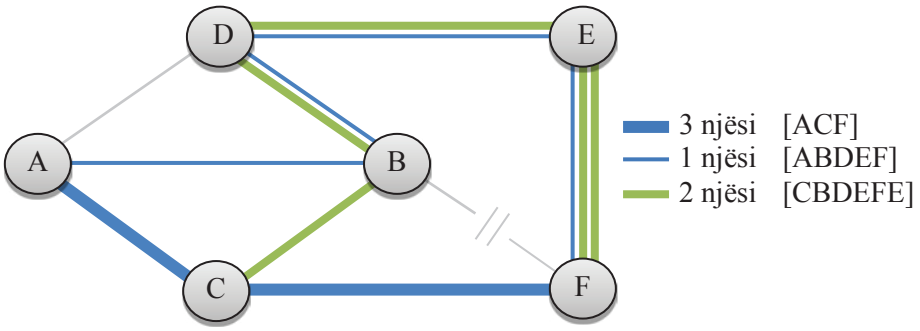


Figura 3.7 Rrugëzimi Lokal (dështimi i lidhjes (B, F))

3.2.2 Rirrugëzimi Fundor

Rirrugëzimi fundor përballon dështimet duke rirrugëzuar trafikun nga nyja burim te ajo destinacion, përmes rrugëve alternative. Kur në rrjet ndodh një dështim dhe një bashkësi e kërkesave është ndërprerë, mund të përdoren strategjitë si më poshtë:

- **Rirrugëzimi global (GR) :** Kjo strategji lejon të rirrugëzohen të gjitha kërkesat, edhe ato, të cilat nuk janë ndërprerë nga dështimi. Kjo strategji është më komplekse për t'u menaxhuar dhe gati jo e konceptueshme për rrjete të mëdha. Gjithsesi, kjo strategji është më efikase në kosto.

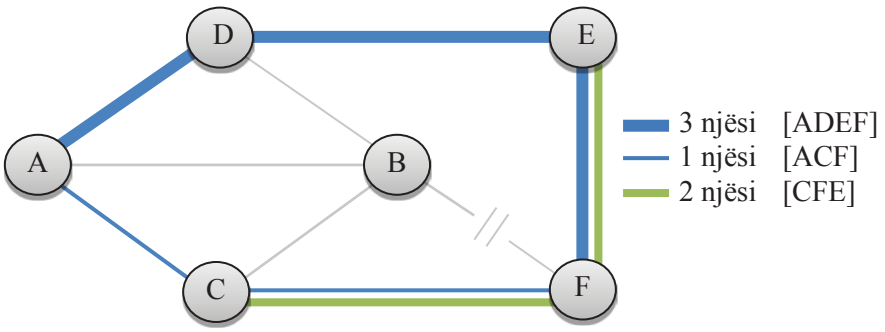


Figura 3.8 Rrugëzimi Global (dështimi i lidhjes (B, F))

Figura 3.8 ilustron rirrugëzimin global. Kur ndodh dështimi i lidhjes (B, F), të gjitha rrugët e ndërprera ose jo, rirrugëzohen nga nyja burim tek ajo destinacion. Kështu, rrugët e lidhjeve rezervë për kërkesën (A, F) janë A-C-F dhe A-D-E-F dhe C-F-E për kërkesën (C, E).

- **Rirrugëzimi fundor me lëshim kapacitetesh (WR)**: Kjo strategji mund të rirrugëzojë rrugët e ndërprera, duke përdorur kapacitetin e lëshuar nga rrugët e tjera të ndërprera. Kur një lidhje dështon, trafiku i kërkesave, të cilat përdorin këtë lidhje në gjendjen nominale, është ndërprerë dhe rirrugëzohet në rrugë të tjera.

Kapacitetet e dedikuara për këtë kërkesë në gjendjen nominale lëshohen dhe mund të përdoren për rirrugëzim.

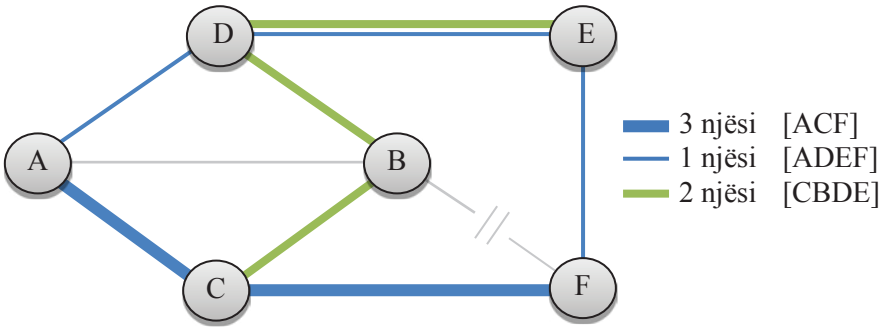


Figura 3.9 Rrugëzimi Fundor me lëshim kapacitetesh (dështimi i lidhjes (B, F))

Figura 3.9 ilustron strategjinë e rirrugëzimit fundor me lëshim kapacitetesh. Kur vërehet dështimi i lidhjes (B, F), dy rrugët e prekura nga ky dështim A-B-F dhe C-B-F-E rirrugëzohen nga nyja burim tek ajo destinacion e kërkesës së ndërprerë. Pra, rrugët e lidhjeve rezervë janë respektivisht A-D-E-F dhe C-B-D-E. Rruga A-C-F nuk është prekur nga ky dështim dhe nuk do të rirrugëzohet.

- **Rirrugëzimi fundor pa lëshim kapacitetesh (WoR) :** Kjo strategji rirrugëzon rrugët e ndërprera pa përdorur kapacitetet e lëshuara nga rrugët e tjera të ndërprera, pra, kapacitetetet i dedikohen rrugëzimit ose rirrugëzimit, por jo të dyve.

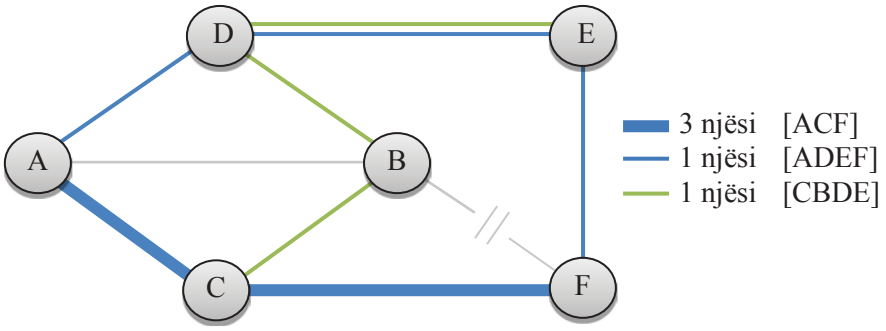


Figura 3.10 Rrugëzimi Fundor pa lëshim kapacitetesh (dështimi i lidhjes (B, F))

Kjo strategji është më e lehtë per t'u implementuar sesa strategjia WR, por kushton më shumë përgjatë ndarjes së kapacitetit të disponueshëm ndërmjet gjendjes nominale dhe asaj së dështuar.

Figura 3.10 ilustron strategjinë e rirrugëzimit fundor pa lëshim kapacitetesh. Ne vëmë re se trafiku i kërkesës (C, E) nuk mund të rindërtohet plotësisht, vetëm gjysma e trafikut është rirrugëzuar. Në të vërtetë kapaciteti i lidhjes (C, B) pas dështimit është vetëm një njësi, sepse dy të tjerat janë përdorur në rrugëzimin nominal (figura 3.6).

3.3 Hyrje në Rirrugëzimin e Qëndrueshëm (RR)

Qëllimi i këtij studimi është të përftojë disa strategji të reja rindërtimi, për të përballuar dështimet në rrjet. Strategjia jonë synon të merret me mbrojtjen e gjerësisë së brezit dhe efikasitetit të kostos.

Ne vëmë re se strategjitë e rirrugëzimit fundor janë më efikase në kosto. Akoma më, shumë rirrugëzimi fundor me lëshim kapacitetesh, ofron një kosto më të vogël të rrjetit, se ai pa lëshim kapacitetesh. Edhe pse larmishmëria e rrugëve është një strategji mbrojtjeje, duke qënë se ajo kushton më shumë, mund të marrim një ide nga kjo strategji. Konkretisht, kjo strategji na lejon të konfigurojmë gjerësinë e brezit të përdorur nga rrugët. Kjo nënkupton se kjo gjerësi brezi mund të rritet e zvogëlohet, në mënyrë që të përballojmë dështimet e lidhjeve.

Kështu, strategjia e propozuar në këtë studim merr për bazë kombinimin e strategjive:

- larmishmëri rrugësh,
- rirrugëzim fundor me lëshim kapacitetesh
- rirrugëzim global,

Në këtë mënyrë përfitojmë një strategji me kosto më efikase.

KAPITULLI 4
KONCEPTET TEORIKE BAZË TË PËRDORURA NË TEZË

Hyrje

Ky kapitull ofron një përmbledhje të shkurtër të disa koncepteve themelore të përdorura në këtë tezë. Duke qëne se ne bëjmë formulimin matematikor për të gjitha strategjitë e rindërtimit të prezantuara në kapitullin e mëparshëm dhe më pas zgjidhim problemin e dimensionimit për secilën prej tyre, lind nevoja që programimi linear të bëhet pjesë thelbësore në këtë punim doktorature. Së pari do të paraqesim disa përkufizime dhe rezultate të programimit linear (PL). Më pas do të rikujtojmë disa elementë të teorisë së grafit që janë thelbësore për modelimin matematikor të problemeve të trajtuara. Gjithashtu do të paraqesim algoritmet e llogaritjes së rrugës më të shkurtër në një graf, teorinë e barazisë max-min dhe programimi linear i numrave të plotë. Lexuesi i interesuar mund të shohë: [10] për teorinë e grafeve, [11] për më shumë detaje mbi PL dhe [12] për PLNE.

4.1 Disa koncepte të teorisë së grafit

Në kërkimet operacionale, grafet janë një mënyrë e përshtatshme për të përfaqësuar, modeluar e paraqitur situata dhe probleme të ndryshme, si dhe për të kontribuar në zgjidhjen e tyre. Megjithatë teoria e grafit është një teori e pavarur. Ne do të kujtojmë këtu bazat e teorisë që janë përdorur në këtë tezë.

Një graf G është çifti G = (V, A), që përbëhet nga një grup objektesh të quajtur V dhe një nënbashkësi A të produktit kartezian $V \times V$. A quhet bashkësia e harqeve. Harqet nuk janë menduar të orientuara (përndryshe, ai quhet graf i drejtuar). Harqet *(i, i)* janë të lejuara (ata quhen unazore), dhe prania e skajeve të shumta midis dy pikave të njëjta (njihet si multigraf). Një graf pa laqe ose harqe të shumta është quajtur graf i thjeshtë. Në një graf të drejtuar, harqet janë zëvendësuar nga shigjetat. Një varg është një sekuencë e nyjeve që bashkohen nëpërmjet harqeve. Një qark është një varg që kthehet në pikënisje. Një graf është i lidhur nëse për çdo çift nyjesh u dhe v ekziston një varg nga u në v. Në qoftë se G është i drejtuar, themi që është i lidhur fort në qoftë se për çdo (u, v) ekziston një rrugë nga u për tek v.

Një rrjet është një graf *N = (V, A)* me një vlerë pozitive në harqet e tij. Vlera c_{ij} e një harku (i, j) quhet kapacitet i harkut.

Do të quajmë rrjedhje f^d vlerën λ $[d] \geq 0$ në grafin N, funksion i *A* në R + tillë që:

$$\forall i \in V, \qquad \sum_{j:(i,j)\in A} f_{ij}^d - \sum_{j:(j,i)\in A} f_{ji}^d = \begin{cases} \lambda\,[d], & i = s^d \\ -\lambda\,[d], & i = t^d \\ 0, & ndryshe \end{cases}$$

ku f_{ij}^d jep vlerat e flukseve të harqeve.

Një *f* përbëhet nga rrjedhjet f^d duke i korresponduar me kërkesat $d \in$ D të tilla që: ∀ $(i, j) \in$ A, $\sum_{\mathbf{d}\in\mathbf{D}} f_{ij}^d \leq c_{ij}$

Përkufizim 4.1 Nëse kemi shumërrjedhësh *f*, vektori λ = {λ[*d*], *d* ∈ D} komponentet e të cilit japin vlerën e rrjedhjes për çdo kërkesë, kjo njihet si vektori i rrjedhjeve të f -së.

4.1.1 Koncepti NP-Hard

Shumica e algoritmeve janë algortime që mund të zgjidhen në kohë polinomiale: domethënë për një madhësi në hyrje 'n' në rastin më të keq ai zgjidhet për $O(n^k)$ për 'k' konstante. Natyrshëm lind pyetja nëse të gjithë algoritmat ose problemet mund të zgjidhen në kohë polinomiale. Përgjigja është jo. Ka probleme të cilët nuk mund të zgjidhen nga asnjë kompjuter pavarësishtë sa kohë i lëmë. Ashtu sikurse ka probleme të cilët mund të zgjidhen por jo në kohën $O(n^k)$ për 'k' konstante (NP). Pra ka probleme të cilët mund të zgjidhen në kohë polinomiale të cilët quhen të thjeshtë (P) dhe probleme që kërkojnë kohë super polinomiale të cilët janë të vështirë (NP-hard (Non-deterministic Polynomial-time **hard**)). Por në fakt ka shumë probleme NP-complete që në sipërfaqe duken të ngjashëm me probleme që ne njohim të jenë të zgjidhshëm në kohë polinomiale. Pra, diferenca midis tyre, shpesh herë ndodh të jetë minimale si në çiftet e mëposhtëm të problemeve ku njeri është i zgjidhshëm në kohë polinomiale dhe tjetri është NP-complete :

a) Rruga më e Shkurtër vs Rruga e Thjeshtë më e Gjatë ;

Nga [13] dimë se. edhe në rastin kur kemi harqe me peshë negative në një graf të drejtuar G = (V, E), ne mundemi të gjejmë rrugën më të shkurtër nga një nyje burim në kohën O (VE). Por gjetja e rrugës së thjeshtë më të gjatë ndërmjet dy nyjeve është e vështirë. Madje edhe përcaktimi nësë një graf përmban një rrugë të thjeshtë, që kalon nga një numër i dhënë nyjesh, është NP-complete.

b) Cikli Euler vs Cikli Hamiltonian

Një cikël Euler në një graf të lidhur e të drejtuar G = (V, E) është ai cikël i cili kalon në secilën nyje të grafit G vetëm një herë. Nga [13] ne mund të gjejmë nëse një graf ka një cikël Euler në kohën O (E). Një cikël është Hamiltonian në një graf të tillë nëse përmban të gjithë harqet në V. Përcaktimi nëse një graf i drejtuar është Hamiltonian ose jo është NP i plotë.

Më sipër u pranuan tre klasa të problemeve P, NP dhe NP - Complete. Klasa NP-complete konsiston në ato probleme që janë të verifikueshme në kohë polinomiale. Pra, në qoftë se ne na jepet një zgjidhje e mundëshme për problemin, duhet të jemi në gjendje të verifikojmë në kohë polinomiale se ajo është zgjidhja e saktë. Për shembull, në problemin e ciklit Hamiltonian në një graf të drejtuar G = (V, E), një zgjidhje do ishte një sekuencë $[v_1, v_2, v_3, \ldots v_{[V]}]$ i |V| harqeve. Ne lehtësisht do mund ta provonim në kohë polinomiale se $(v_i, v_{i+1}) \in E$ për i=1, 2, 3, …, |V|-1 dhe $(v_{[V]}, v_1) \in E$. Në mënyrë jo formale, një problem është në klasën NP-complete në qoftë se është në NP dhe është po aq i vështirë sa çdo problem në NP.

Teoria e kompleksitetit studion problemet e vendimit por është shtrirë dhe në problemet e optimizimit. Në vend të termit NP-complete do te gjejme termin NP-hard. Në përgjithësi, një problem vendimi NP-complete çon në një problem optimizimi që do të jetë NP-Hard.

Figura 4.1 më poshtë jep marrëdhëniet midis klasave të problemeve në teorinë grafeve dhe kompleksitetit.

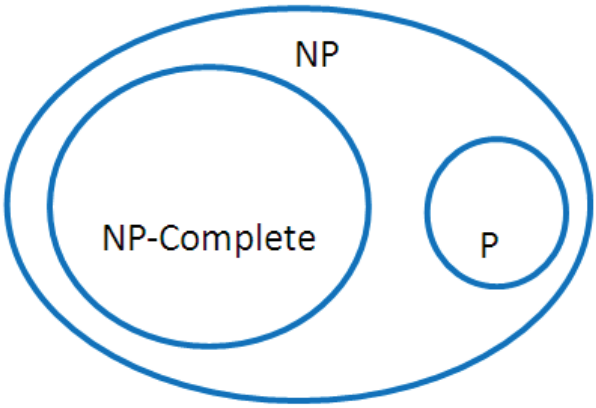


Figura 4.1 Diagrama për bashkësitë e problemeve P, NP, NP-Complete

4.2 Optimizimi për programimin linear

Pas çdo problemi në rrugëzimin dhe rirrugëzimin e trafikut ekziston një algoritëm apo një formulim matematikor. Qëllimi ynë është që nëpërmjet programimit linear të optimizojmë zgjidhjen e këtij problemi duke maksimizuar ose minimizuar funksionet që përfaqësojnë këtë problem.

4.2.1 Programimi linear

Një program linear formulohet si një funksion linear i *n* variablave për të minimizuar (apo maksimizuar) në ''*m*'' kushte të mosbarazimeve lineare. Formulimi matematikor, i quajtur kanonik, (P) është:

Maksimizo $\sum_{j=1}^{n} c_j x_j$ (4.1)

Sipas kushteve:

$\sum_{j=1}^{n} a_{ji} x_j \leq b_i$ $i = 1, \ldots, m;$ (4.2)

$x_j \geq 0,$ $j = 1, \ldots, n;$ (4.3)

Forma standarde shprehet si vijon:

Maksimizohet $z=cx$ (4.4)

Sipas kushteve:

$Ax = b;$ (4.5)

$x \geq 0;$ (4.6)

ku A = [a_{ji}] është një matricë *m* x *n* ; $x = [x_1, x_2, \ldots, x_n]^T$, $b = [b_1, b_2, \ldots, b_m]^T$ janë dy vektorë kolonë me madhësi *m*; $c = [c_1, c_2, \ldots, c_n]^T$ është një vektor rresht me madhësi *n*. Problemet, kur është fjala për të minimizuar ose për të paraqitur kushtet e barazimeve nga njëra anë ose mosbarazimeve të kushtëzuara nga ana tjetër, ose ku variablat janë të pakushtëzuara ose ndryshe të detyruara të jenë negative, mund të vihen lehtësisht në formë kanonike. Thjesht për të vënë në dukje se për të minimizuar një funksion linear *f* apo jo ekuivalent me maksimizimin -*f*; një mosbarazim i tipit ' ≥ ' mund të transformohet në një mosbarazim të tipit ' ≤ ' duke shumëzuar me -1; një mosbarazim a = b deri në dy mosbarazimet - a ≤ - b dhe a ≤ b; duke zëvendësuar një variabël x e cila

nuk ka shenjë të detyruar nga diferenca midis dy variablave jo negativ : x = y - z , y ≥ 0 dhe z ≥ 0 ; etj .

Bashkësia e pikave R^n me kordinata $x_1 ... x_N$ në lidhje me një bazë specifike që kënaq $m + n$ kushte (4.2), 4.3) përcakton një *shumëfaqësh konveks*, kur distanca e këtyre pikave nga origjina është e kufizuar. Ky shumëfaqësh konveks njihet si shumëfaqësh i kufizuar.

Termi konveks justifikohet nga arsyetimi i mëposhtëm:

Le të jenë:

M = $(x_1, \ x_2, \dots , \ x_n)$ dhe P = $(y_1, \ y_2, \dots , \ y_n)$,

dy pika çfarëdo të shumëfaqëshit të përcaktuar nga kushtet që lidhen me problemin, atëherë, pavarësisht nga λ reale me 0 ≤ λ ≤ 1, pika λM + (1 - λ) P (koordinata λxi + (1 - λ) y_i) i përket shumëfaqëshit.

(($x_1, \ x_2, \dots , \ x_n$)) që kënaqin kushtet janë quajtur zgjidhje të realizueshme të problemit (apo baza).

Për ta përmbledhur, kufizimet lineare formojnë një shumëfaqësh konveks. Nëse vetë funksioni objektiv është gjithashtu linear, të gjitha zgjidhjet Optimale lokale janë gjithashtu zgjidhje optimale globale.

Megjithatë, ka dy raste ku nuk ka zgjidhje optimale:

1.Kur kushtet kundërshtojnë njëra-tjetrën. Në një rast të tillë shumëfaqëshi është bosh dhe nuk ka zgjidhje. Atëherë PL është i pamundur.

2. Shumëfaqëshi mund të jetë i pakufizuar në drejtimin e përcaktuar nga funksioni objektiv. Në këtë rast, nuk ka zgjidhje optimale që të jetë e mundur të ndërtohen zgjidhje që kënaqin kushtet në mënyrë arbitrare me vlera të larta apo të ulta të funksionit objektiv.

Përveç këtyre dy rasteve arrihet gjithmonë në të paktën një kulm të shumëfaqëshit. Megjithatë, zgjidhja optimale nuk është domosdoshmërisht unike, është e mundur që të ketë një grup zgjidhjesh optimale që i korrespondojnë një brinje ose faqe të shumëfaqëshit.

Algoritmi i parë për zgjidhjen e problemit linear është *algoritmi simplex* projektuar nga G. B. Dantzig në 1947. Ideja kryesore është që të lëvizin në mënyrë të përsëritur kushtet nga një kulm i shumëfaqëshit në një kulm ngjitur për të rritur vlerën e funksionit

objektiv, deri në një kulm ku arrihet zgjidhja optimale . Ky algoritëm është shumë efektiv në praktikë, sepse ka një kompleksitet mesatar që kufizohet nga një funksion polinomial i *n* dhe *m*, që edhe në rastin më të keq është e kompleksitetit eksponencial. Algoritmi simpleks ka çuar në disa algoritme të përgjithshme për zgjidhjen me lehtësi të problemeve me shumë variabla (disa dhjetëra mijëra variablave dhe mijëra kushteve). Algoritmi i parë polinomial për PL i propozuar në vitin 1979 nga Khachiyan është i bazuar në metodën e ellipsoidit në optimizimin jolinear. Megjithatë, algoritmi simpleks është pothuajse gjithmonë më i mirë. Në vitin 1984, Karmarkar propozoi *metodën projektive*, një lloj metode e pikës së brendshme, i cili është algoritmi i parë efikas si në teori edhe në praktikë. Kompleksiteti në rastin më të keq është polinom dhe eksperimentet mbi problemet praktike tregojnë se metoda mund të krahasohet në mënyrë të arsyeshme me algoritmin simpleks, sidomos për probleme me shumë variabla.

4.2.2 Dualiteti

Duke marrë parasysh problemin e mëparshëm linear, nëse ekziston *m* reale $\boldsymbol{y_i}$ jonegative e tillë që, për të gjitha j = 1,.., n : $\sum_{i=1}^{m} a_{ij} y_i \geq c_j$ atëherë kemi, për të gjitha zgjidhjet e mundshme $(x_1,\ x_2, \dots ,\ x_n)$ të (P):

$$\sum_{j=1}^{n} c_j\, x_j \leq \sum_{j=1}^{n}(\sum_{i=1}^{m} a_{ij} y_i)\, x_j \leq \sum_{i=1}^{m}(\sum_{j=1}^{n} a_{ij} x_j)\, y_i \leq \sum_{i=1}^{m} b_i y_i$$

ku $\sum_{j=1}^{n} c_i x_j \leq \sum_{i=1}^{m} b_i y_i$ dhe prandaj madhësia e fundit jep një kufi të sipërm të funksionit objektiv. Problemi dual (D) i (P) përcaktohet si vijon:

$$\textit{Minimizo}\ \sum_{i=1}^{m} b_i y_i \tag{4.7}$$

$$\sum_{i=1}^{m} a_{ji} y_i \geq c_j,\ j=1,\dots,n \tag{4.8}$$

$$y_i \geq 0,\ i=1,\dots,m \tag{4.9}$$

Problemi (P) është problemi primar dhe (D) është problemi dual ekuivalent. Nxjerrim përfundimin e mëposhtëm:

Teorema 4.1 (Teorema e dualitetit të dobët) Le të jetë x* = $(x_1^*,\dots,x_n^*)$ një zgjidhje e mundshme e problemit primar dhe y* = $(y_1^*,\dots,y_m^*)$ një zgjidhje e mundshme e problemit dual, atëherë $\sum_{j=1}^{n} c_j\, x_j^* \leq \sum_{i=1}^{m} b_i\, y_i^*$

Teorema 4.2 (Teorema e dualitetit të fortë) Le të jetë x* = (x_1^*,…,x_n^*) një zgjidhje e optimale e problemit primar atëherë ekziston një zgjidhje optimale y* = (y_1^*,…,y_m^*) e problemit dual, dhe $\sum_{j=1}^{m} c_j\, x_j^* = \sum_{i=1}^{n} b_i\, y_i^*$

Rezultati më i rëndësishëm i dualitetit është çertifikata e optimalitetit, e cila përshkruhet nga teorema në vijim:

Teorema 4.3 (Teorema e devijimit komplementar) Një zgjidhje e mundshme x* = (x_1^*,…,x_n^*)e primarit është optimale nëse dhe vetëm nëse ekziston një zgjidhje e mundshme y* = (y_1^*,…,y_m^*) e dualit e tillë që:

$$\left(\sum_{i=1}^{m} a_{ji}\, y_i - c_j\right) x_j = 0, \quad j=1,\dots,n$$

$$\left(\sum_{j=1}^{n} a_{ji}\, x_i - b_i\right) y_i = 0, \quad i=1,\dots,m$$

Falë dualitetit të programimit linear, një zgjidhje primare mund të nxirret nga zgjidhja e dyfishtë dhe anasjelltas. Vini re gjithashtu se duali i dualit nuk është gjë tjetër veç se primari. Rregullat e dualizmit janë paraqitur në tabelën 4.1.

Nëse s_i variabël, devijimi i kufizimit të *i*-së $s_i = b_i - \sum_{j=1}^{n} a_{ji}\, x_j$.

Një zgjidhje optimale për një problem PL quhet *në mënyrë rigoroze plotësuese* në qoftë se për çdo palë të përbërë të vlerës duale dhe të vlerës së devijuar të një kufiri (y*i*, s*i*), ka një vlerë që është në mënyrë rigoroze pozitive.

Tabela 4.1 - Rregullat e dualitetit

Primari	**Duali**
Problemi i maksimizimit	Problemi minimizimit
Variabla $x_j \geq 0$	j^e kufizim i tipit ≥
Variabla $x_j \in$ R	j^e kufizim i tipit =
Variabla $x_j \leq 0$	j^e kufizim i tipit ≤
i^e kufizim i tipit ≥	Variabla $y_j \geq 0$
i^e kufizim i tipit =	Variabla $y_j \in$ R
i^e kufizim i tipit ≤	Variabla $y_j \leq 0$

Përkufizimi 4.1 (Lema e Farkas) Sistemi Ax = b ka një zgjidhje jonegative nëse dhe vetëm nëse $y_b \geq 0$ për të gjitha y që kënaqin $y_A \geq 0$.

4.2.3 Gjenerimi i kolonave

Metoda e gjenerimit të kolonës është e lidhur ngushtë me metodën e dekompozimit Dantzig-Wolfe. Ideja kryesore e kësaj metode është si më poshtë: ndodh shpeshherë që të mos jetë e mundur të formulohet nje problem matematikor duke përfshirë të gjithë variablat. Ky problem mund të zgjidhet në mënyrë optimale, por kjo zgjidhje nuk është domosdoshmërisht optimale për problemin në tërësi, (sepse ky i fundit i përmban dhe variablet që nuk jane futur në formulim). Atëherë, ideja e gjenerimit të kolonave është të gjesh nje formulë dhe një metodë që verifikon nëse një variabël që nuk bën pjesë në formulim të jetë e nevojshme të futet në formulim në mënyrë që të gjehet një vlerë më e mirë për zgjidhjen e problemit. Vazhdohet kështu derisa të mos të gjehet asnje variabel që të plotësojë kushtet për t'u futur në formulimin matematikor.

Kjo metodë do të përdoret kur ne duhet të konsiderojmë në një PL shumë variabla të cilat nuk mund të shprehen të gjitha në mënyrë të qartë. Nga ana tjetër, ne kemi një algoritëm "gjenerator" për të ndërtuar. Nëse ky variabël nuk ekziston atëherë zgjidhja aktuale është optimale. Prandaj përdorim një grup të kufizuar të variablave fillestare dhe shtojmë variablat e reja (kolona) nëse është e nevojshme. Kjo metodë është "duale" e gjenerimit të konditave

4.3 Programimi linear i numrave të plotë

Këtu do të kujtojmë disa elemente të teorisë së programimit linear të numrave të plotë (PLNE) që janë përdorur në këtë tezë.

Një problem i programimit linear me numrat e plotë është një program linear me variabla që marrin si vlera vetëm numra të plotë. Modeli PLNE lejon një numër të madh të problemeve kombinatorike. Në veçanti shumë probleme NP-të plotë mund të modelohen në formën e PLNE-së. Sigurisht, algoritmet konvencionale PL (metoda simplekse, metoda e pikave të brendshme, etj.) nuk i zgjidhin problemet e PLNE. Nga ana tjetër, një thjeshtim i vazhdueshëm i PLNE, domethënë pa kufinj integrimi, është një PL që mund të zgjidhet në mënyrë efikase. Algoritmet e zgjidhjes së PLNE, të tilla si algoritmet për ndarjen dhe vlerësimin, ose algoritmat e gjenerimit të planeve prerëse, shpesh mbështeten në thjeshtimin e vazhdueshëm.

Metoda e ndarjes dhe vlerësimit: tradicionalisht, problemet PLNE janë zgjidhur nëpërmjet një degëzimi, kërkimi, ndarjeje dhe vlerësimi (Branch and Bound, BB). BB është një listë e pjesshme e zgjidhjeve inteligjente, e cila nuk e jep tërësisht zgjidhjen. Tek optimizimi i garantuar, BB fillon me zgjidhjen e një problemi të thjeshtuar (rrënja e degëzimit) që nuk merr parasysh variablat e kufizimeve të integritetit. Në qoftë se zgjidhja është e plotë, atëherë ajo ndalet. Në të kundërt, nëse ka vlera të pjesshme për variablat e numrave të plotë, përzgjidhet nga këto: një variabël x me një zgjidhje të pjesshme x* dhe pastaj e ndan fushën e x me $x \leq \lfloor x^* \rfloor$ose $x \geq [x^*]$. Kjo çon në dy probleme (dy nyje të reja) të krijuara duke shtuar kufinjtë $x \leq [x^*]$ ose $x \geq [x^*]$ në problemin e mëparshëm. Kjo përsëritet me nyjet e reja. Më pastaj kalon tek degëzimi duke numëruar deri sa gjen zgjidhjen më të mirë vetëm me numra të plotë.

Brezi i shkurtimeve: kjo metodë siguron një alternativë për zgjidhjen e problemit të numrave të plotë dhe është e bazuar në teorinë poliedrite. Ajo konsiston në përshkrimin e kuadratit konveks të pikave të numrave të plotë nga mosbarazimet lineare. Nëse mund të gjejmë kuadratin konveks të problemit, zgjidhja është e lehtë për t'u llogaritur, sepse problemi është ekuivalent me një problem PL. Megjithatë, ndërtimi i një përshkrimi algjebrik i kuadratit konveks të pikave (numra të plotë) është një problem po aq apo më i vështirë se vetë zgjidhja e problemit të optimizimit. Për më tepër, numri i mosbarazimeve që përfaqësojnë kuadratin konveks të pikave është eksponenciale. Megjithatë, ideja është interesante, nëse është e mundur të përshkruhet pjesërisht kuadrati konveks i pikave të numrave të plotë dhe të përdoret ky përshkrim nëpërmjet një metode që shton në mënyrë progresive mosbarazimet e nxjerra, dhe ndalon vetëm kur ato shkelen nga zgjidhja aktuale e programeve lineare të lidhura (Metodat e planeve prerëse).

4.4 Rruga Kuadratike më e Shkurtër

Problemi i rrugës më të shkurtër në rrjet ka një histori të gjatë për sa i përket optimizimit. Që kurse ky problem u krijua, prej tij kanë rrjedhur shumë studime dhe aplikime. Janë bërë shumë shtesa në mënyrën klasike të gjetjes së rrugës më të shkurtër. Një prej tyre është dhe Rruga Kuadratike më e Shkurtër apo QSP (Quadratic Shorting Path) [14].

Problemi QSP është gjetja e një rruge nga një nyje tek një nyje tjetër, në një rrjet të dhënë, në mënyrë që kostoja totale të përfshijë dy llojet e kostove, atë direkte dhe atë

bashkëvepruese të jetë minimale. Kostoja direkte është kostoja që i shoqërohet çdo harku kurse kostoja është kostoja që shtohet kur dy harqe shtohen në mënyrë të papritur në rrugën më të shkurtër.

Le të paraqesim disa emërtime për të përcaktuar disa koncepte:

- Le të jetë grafi G me bashkësi të nyjeve V(G)= $\{v_1, v_2, v_3, \ldots v_{|v|}\}$ dhe bashkësi të harqeve E(G)= $\{e_1, e_2, e_3 \ldots e_{|E|}\}$ ku grafet G janë grafe direkte të lidhur, pa laqe. Për m = |E| dhe n = |V| çifti i orientuar (*u*, *v*), ku *u*, *v* ∈ E, paraqet harkun nga nyja *u* te nyja *v*.
- Le të jenë d_i dhe $w_{i,j}$ respektivisht kostoja direkte e harkut $e_i \in E$ dhe kostoja bashkëvepruese e harqeve $e_i, e_j \in E(G)$ për i,j = 1, 2,….|E(G)|.
- Le të shënojmë me P rrugën e kërkuar nga nyja *i* te nyja |V|. Gjithashtu shënojmë variablat e vendimit x_i = 0 ose 1 dhe i = 1,2,…|E| të cilët tregojnë se cili hark "i" është ose jo në rrugë dhe "x" është vektori i ndërtuar nga x_i për i = 1,2….|E|. Kështu rruga P, e paraqitur nga vektori x dhe kostoja e funksionit të rrugëve x, mund të përcaktohet si:

$$f(x) = \sum_{i=1}^{|E|} d_i x_i + \sum_{i=1}^{|E|} \sum_{j=1+1}^{|E|} w_{i,j} x_i x_j \qquad (4.10)$$

- Për një nyje v ∈ V(G), $d_G(V)$ tregon shkallën e saj dhe $N^+|V|$, $N^-|V|$, $N_e^+|V|$, dhe $N_e^-|V|$ tregojnë përkatësisht bashkësitë {u|u,v| ∈ E(G)}, {u|v,u| ∈ E(G)}, { (u,v) | (u,v) ∈ E(G)}, dhe { (v,u) | (v,u) ∈ E(G)}. Për një nënbashkësi S të E-së ose V-së , G(S) dhe |S| tregojnë nëngrafin e ndërtuar nga nënbashkësia S dhe kardinali i S-së.
- Për një nëngraf T të G-së dhe një hark e = (u,v) ∈ E(G), T+e ose T +(u,v) tregojnë grafin e përftuar nga shtimi i harkut e = (u,v) në T. Në mënyrë të njëjtë T-e dhe T-(u,v) tregojnë grafin e përftuar duke hequr harkun e = (u,v) nga T.
  Ndryshe modeli apo problemi matematikor QSP mund të formulohet:

$$
\begin{aligned}
&\max f(x) = \sum_{i=1}^{|E|} d_i x_i + \sum_{i=1}^{|E|} \sum_{j=1+1}^{|E|} w_{i,j} x_i x_j \\
&\sum_{i \in N_e^+(\mathrm{V})} x_i - \sum_{j \in N_e^-(\mathrm{V})} x_j = d \\
&v \in V(\mathrm{G}), \mathrm{x}_i = 0/1, i = 1, 2 \ldots\ldots |\mathrm{E}| \\
&d = \begin{pmatrix} 1 & \textit{për} : v = 1 \\ 0 & v \neq 1/|\mathrm{V}| \\ -1 & v = |\mathrm{V}| \end{pmatrix}
\end{aligned}
\tag{4.11}
$$

Është e qartë se modeli (4.11) i QSP është programim 0-1 kuadratik kur është gjithashtu e njohur se programimi kuadratik është NP-i i vështirë.

KAPITULLI 5
KONCEPTET DHE FORMULIMI MATEMATIKOR I STRATEGJIVE TË RIRRUGËZIMIT

Hyrje

Në këtë kapitull do të shqyrtojmë strategjitë e rirrugëzimit. Këtu do të prezantojmë disa koncepte dhe do të japim formulimet e tyre matematikor. Supozojmë se rrjeti mund të jetë në një prej dy gjendjeve: në gjendjen nominale ose në gjendjen e dështuar. Gjendja nominale përkufizohet si një gjendje ku i gjithë hardueri i rrjetit është funksional (i lirë nga dështimet). Në të kundërt gjëndja e dështimit është një gjendje e rrjetit ku një pjesë e harduerit ka rënë së funksionuari. Përmes kësaj teze ne do të fokusohemi në dështimin e lidhjeve dhe supozojmë që ato janë të gjitha subjekt i dështimeve jo të njëherëshme, prandaj fillimisht do ta përqëndrojmë vëmëndjen tonë tek dështimet e një lidhjeje të vetme. Më pas do të studiojmë rastin kur të gjitha lidhjet do të dështojnë në kohë të ndryshme. Në këtë kapitull do të japim gjithashtu problemin e dimensionimit të rrjetit për strategjitë:

- Rirrugëzimi fundor me leshim kapaciteti (WR)
- Rirrugëzimi fundor pa leshim kapaciteti (WoR)
- Rirrugëzimi lokal (LR)
- Rirrugëzimi gobal GR.

Duke qënë se rirrugëzimi i qëndrueshëm (RR) është i bazuar në këto strategji, kjo pjesë është një hyrje në formulimin matematikor të rirrugëzimit të qëndrueshëm.

5.1 Rrugëzimi në rastin nominal

Këtu do të japim problemin e rrugëzimit në rastin nominal. Kjo do të jetë e nevojshme më pas për situatat e dështimit.

5.1.1 Konceptet

Le të prezantojmë disa koncepte:

- Një rrjet telekomunikacioni paraqitet nga një graf i padrejtuar G = (V, E). Ai është i ndërtuar nga një bashkësi |v| = n ruterash dhe |E| = m lidhjesh.

- Le të jetë C_e kapaciteti variabel që shoqëron lidhjen e ϵ E.
- Le të jetë D bashkësia e trafikut të kërkuar d. Çdo kërkesë është e përcaktuar nga një cift i nyjeve ekstreme s_d dhe p_d, fundore dhe nga volumi i trafikut T_d jo negativ.
- Le te jetë $h^0(d)$ bashkësia e rrugëve të grafit G ndërmjet ekstremiteteve të kërkeses d.
- Le të jetë $x_{j,d}$ pjesa e trafikut e rrugëzuar në rrugën "j" për kërkesën "d" në gjendjen nominale. Ne përdorim konceptin e ϵ j për të treguar se lidhja "e" i përket rrugëzimit të rrugës j.
- Shënojmë α minimumin e shkallës së kënaqjes së trafikut të kërkesës në rastin nominal.

5.1.2 Formulimi hark - rrugë i problemit të fluksit

Ky problem, i shënuar NS, mund të shihet si një problem linear duke përdorur formulimin hark-rrugë [5] :

$$Max\ \alpha \quad . \quad .$$

$$[\pi_e] \quad \sum_{j\in h^0(d),d\in D,e\in j} x_{j,d} \leq C_e \quad \forall\, e \in E \tag{5.1}$$

$$[\mu_d] \quad \sum_{j\in h^0(d)} x_{j,d} \geq \alpha T_d \quad \forall\, d \in D \tag{5.2}$$

$$x_{j,d} \geq 0 \quad \forall\, d \in D, \forall\, j \in h^0(d) \tag{5.3}$$

Për të zgjidhur problemin NS përdorim metodën e gjenerimit të kolonës. Kostoja e reduktuar, shoqëruar çdo kolonë (rruga $j \in h^0(d)$), është dhënë nga $\sum_{e\in j} \pi_e - \mu_d$ ku π_e dhe μ_d janë respektivisht koeficentët dual të kufizimeve (5.1) dhe (5.2). Në mënyrë të ngjashme kërkojmë në graf për rrugën më të shkurtër ku vlera e harkut është π_e. Kjo rrugë ka një kolonë të re e cila duhet të hyjë në bazë në qoftë se $\sum_{e\in j} \pi_e - \mu_d < 0$. Procesi përsërit vetveten derisa nuk ka më rrugë për t'u shtuar.

5.1.3 Formulimi hark - nyje i problemit të fluksit

Formulimi hark - nyje për problemin e dimensionimit në gjendjen nominale është si vijon [5] :

$$\text{Max}\ \alpha \quad . \quad .$$

$$\sum_{d\in D} x_{(i,j),d} \leq C_{i,j} \quad (i,j) \in E \tag{5.4}$$

$$deg^-_{j,d} \geq \alpha T_d \quad \forall\, d \in D, j = p_d \tag{5.5}$$

$$deg^-_{i,d} = deg^+_{i,d} \quad \forall\, i \in V, \forall\, d \in D, i \neq s_d, i \neq p_d \tag{5.6}$$

$$deg^+_{i,d} = deg^-_{j,d} \quad \forall\, d \in D, i = s_d, j = p_d \tag{5.7}$$

$$x_{(i,j),d} \geq 0 \quad \forall\, d \in D, \forall\, (i,j) \in E \tag{5.8}$$

Kufizimi (5.4) shpreh kufizimet e kapacitetit, kufizimet (5.5) sigurojnë kënaqjen e trafikut dhe kufizimet (5.6), (5.7) shprehin ligjet e Kirchhoff. $deg^{-}_{j,d}$, $deg^{+}_{i,d}$ dhe $deg^{-}_{j,d}$ janë indekset shkallë të Kirchhoff-it.

Ky problem mund të shkruhet si vijon :

$$\text{Max}\ \alpha \quad . \quad .$$

$$\sum_{d \in D} x_{(i,j),d} \leq C_{i,j} \quad (i,j) \in E \tag{5.9}$$

$$\sum_{i \in pred(j)} x_{(i,j),d} \geq \alpha T_d \quad \forall\, d \in D, j = p_d \tag{5.10}$$

$$\sum_{i \in pred(j)} x_{(i,j),d} - \sum_{k \in succ(j)} x_{(j,k),d} = 0 \quad \forall\, j \in V, \forall\, d \in D, j \neq s_d, j \neq p_d \tag{5.11}$$

$$\sum_{j \in succ(i)} x_{(i,j),d} - \sum_{k \in pred(l)} x_{(k,l),d} = 0 \quad \forall\, d \in D, i = s_d, l = p_d \tag{5.12}$$

$$x_{(i,j),d} \geq 0 \quad \forall\, d \in D, \forall\, i,j \in E \tag{5.13}$$

5.1.4 Rezultatet numerike për rastin nominal

Algoritmi i prezantuar në këtë kapitull është implementuar në C++ dhe CPLEX 12.1 dhe testet janë ekzekutuar në një paisje me konfigurimet që vijojnë : Windows 7, 1 processor Intel Core i7 me 2,93 GHz, 4 Gb RAM.

Tabela 5.1 : Përshkrimi rrjeteve

Rrjetet	*NET_11*	*NET_12*	*NET_14*	*NET_17*
Nyjet	11	12	14	17
Lidhjet	42	18	21	26
Kërkesat	22	66	91	121
numri lidhjeve / numri kërkesave	1,91	0,27	0,23	0,21

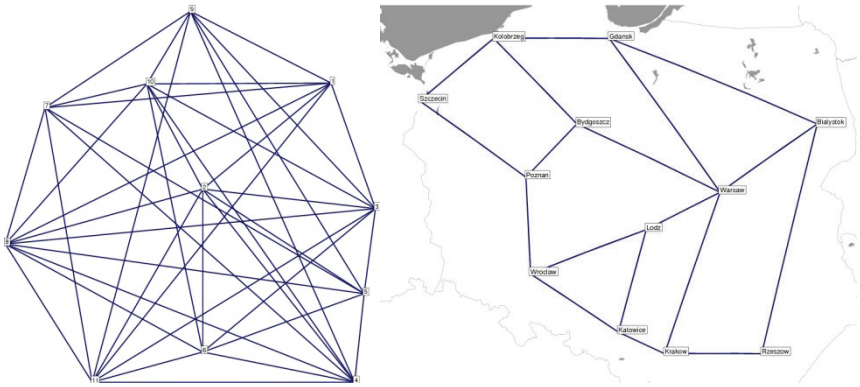
Në testet tona kemi marrë 4 rrjete NET _11, NET_12, NET_14, NET_17 (marrë nga SNDlib) me respektivisht 11, 12, 14 dhe 17 nyje. Në tabelën 5.1 përmbledhim karakteristikat kryesore të këtyre rrjeteve të padrejtuar të përdorur në testet tona.

Vlera α (shkalla minimale e kënaqjes së trafikut të kërkesave për gjendjen nominale) dhe koha e funksionimit të çdo algoritmi është dhënë në tabelën 5.2.

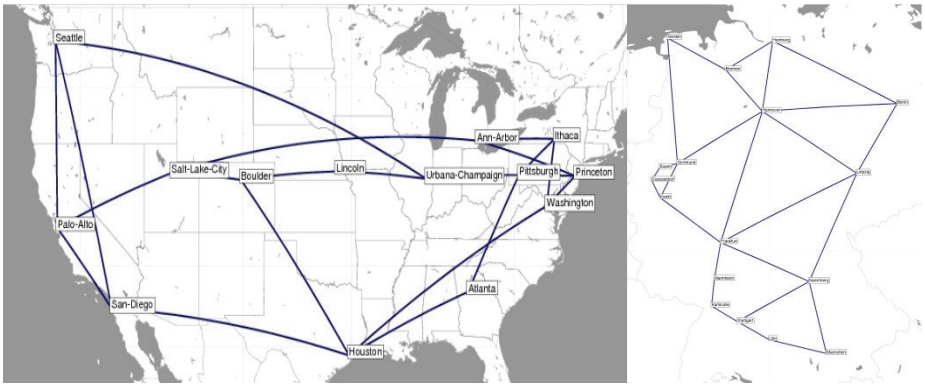
Tabela 5.2 Vlera α dhe koha e funksionimit (në sec)

Rrjetet	*RET_11*	*RET_12*	*RET_14*	*RET_17*
λ_0	0,842105	0,001189	0,059746	0,0705882
Hark-rrugë	0,248	0,050	0,067	0,135
Hark-nyje	0,043	0,067	0,093	0,225

Grafet që përfaqsojnë të dhënat e rrjeteve janë :



NET_11 (di-yuan) NET_12 (polska)



NET_14 (nobel-us) NET_17 (nobel-germany)

Figura 5.1 Grafët e instancave të rrjetit

Vëmë re se kapaciteti i prekur i çdo lidhjeje të këtyre 4 rrjeteve është 2 njësi. Kështu, shkalla e numër $_{\text{lidhjesh}}$ / numër $_{\text{kërkesash}}$ duhet të krahasohet me rezultatet e rrjetit.

Formulimi hark - nyje i problemit është më i shpejtë se ai hark-rrugë për rrjete të vegjël. Gjithsesi, për një rrjet me 14 nyje apo më shumë, ne vëmë re se formulimi hark - rrugë është më i shpejtë. Kështu, ne do të përdorim formulimin hark - rrugë për të gjitha strategjitë e rirrugëzimit.

5.2 Rrugëzimi në rastin e dështimit të një lidhjeje të vetme

Së pari, le të fillojmë me formulimin hark-rrugë të problemit të dimensionimit për një lidhje të vetme të dështuar për rirrugëzimin fundor me lëshim kapacitetesh.

Le të japim konceptet:

- Le të jetë l indeksi i lidhjes së dështuar (l është një hyrje e problemit).
- Le te jetë h^l (d) bashkësia e rrugëve të grafit $G^l = (V, E\backslash\{l\}, C)$, ndërmjet ekstremiteteve të kërkesës d.
- Le të jetë $x^l_{j,d}$ pjesa e trafikut e rrugëzuar në rrugën "j" për kërkesën "d" në gjendjen e dështimit.
- Le të jetë α_l vlera më e vogël e shkallës së kënaqjes së trafikut të kërkesës për dështimin e lidhjes l.
- Le të jetë D bashkësia e trafikut të kërkuar d.

Formulimi hark - rrugë i problemit në rastin e një lidhje të dështuar, shënuar si P_l, është si vijon [15] :

$$Max\ \alpha_l$$

$$[\pi^0_e] \quad \sum_{j\in h^0(d), d\in D, e\in j} x_{j,d} \leq C_e \quad e \in E \tag{5.14}$$

$$[\mu^0_d] \quad \sum_{j\in h^0(d)} x_{j,d} \geq \alpha_l T_d \quad d \in D \tag{5.15}$$

$$[\pi^l_e] \quad \sum_{\substack{j\in h^0(d), d\in D,\\ e\in j, l\notin j}} x_{j,d} + \sum_{\substack{j\in h^l(d), d\in D,\\ e\in j}} x^l_{j,d} \leq C_e \quad e \in E\backslash\{l\} \tag{5.16}$$

$$[\mu^l_d] \quad \sum_{j\in h^0(d), l\notin j} x_{j,d} + \sum_{j\in h^l(d)} x^l_{j,d} \geq \alpha_l T_d \quad d \in D \tag{5.17}$$

$$x_{j,d}, x^l_{j,d} \geq 0 \quad j \in h^0(d), h^l(d), d \in D \tag{5.18}$$

Kufizimet (5.14), (5.16) shprehin kufizimet e kapacitetit përkatësisht në gjendjen nominale dhe atë të dështuar. Kufizimet (5.15) sigurojnë kënaqjen e trafikut në gjendjen nominale dhe kufizimet (5.17) sigurojnë shkallën më të vogël së kënaqjes së trafikut për dështimin e lidhjes *l*. Së fundmi, jo negativiteti i variablave është dhënë nga kufizimet (5.18) dhe variablat dual $(\pi_e^0, \mu_d^0, \pi_e^l, \mu_d^l)$ janë dhënë në termat e anës së majtë.

5.3 Rrugëzimi në rastin e dështimit të çdo lidhje

Në këtë seksion do të studiojmë problemin e dimensionimit për 4 strategji rirrugëzimi:

- rirrugëzimi fundor me lëshim kapacitetesh (WR) ,
- rirrugëzimi fundor me lëshim kapacitetesh (WoR),
- rirrugëzimi global (GR)
- rirrugëzimi lokal (LR).

Për strategjinë e parë do të sqarojmë të gjithë procesin për zgjidhjen e problemit ndërsa për strategjitë e tjera do të japim programin kryesor.

5.3.1 Rirrugëzimi fundor me lëshim kapacitetesh (WR)

Formulimi hark - rrugë për problemin e dimensionimit të WR, shënuar si P_{WR} (L), është si vijon [15] :

$$Min \sum_{e \in E} \psi_e$$

$$[\pi_e^0] \qquad \psi_e - \sum_{j \in h^0(d), d \in D, e \in j} x_{j,d} \geq 0 \qquad e \in E \qquad (5.19)$$

$$[\mu_d^0] \qquad \sum_{j \in h^0(d)} x_{j,d} \geq \alpha * T_d \qquad d \in D \qquad (5.20)$$

$$[\pi_e^l] \qquad \psi_e - \sum_{\substack{j \in h^0(d), d \in D, \\ e \in j, l \notin j}} x_{j,d} - \sum_{\substack{j \in h^l(d), d \in D, \\ e \in j}} x_{j,d}^l \geq 0 \qquad l \in E, e \in E \qquad (5.21)$$

$$[\mu_d^l] \qquad \sum_{j \in h^0(d), l \notin j} x_{j,d} + \sum_{j \in h^l(d)} x_{j,d}^l \geq \alpha * T_d \qquad l \in E, d \in D \qquad (5.22)$$

$$\psi_e, x_{j,d}, x_{j,d}^l \geq 0 \qquad j \in h^0(d), h^l(d), l \in E, d \in D \qquad (5.23)$$

Kufizimet (5.19), (5.21) shprehin kufizimet e kapacitetit përkatësisht në gjendjen nominale dhe të dështuar. Kufizimet (5.20) sigurojnë kënaqjen e trafikut në gjendjen nominale dhe kufizimet (5.22) sigurojnë nivelin më të ulët të kënaqjes së trafikut për lidhjen e dështuar l. Së fundmi, jo negativiteti i variablave është shprehur nga kufizimet (5.23) dhe variablat dual $(\pi_e^0, \mu_d^0, \pi_e^l, \mu_d^l)$ janë dhënë në termat e anës së majtë.

Struktura e matricës së kufizimeve, për rastin e dështimeve të lidhjes, është dhënë në figurën 5.2.

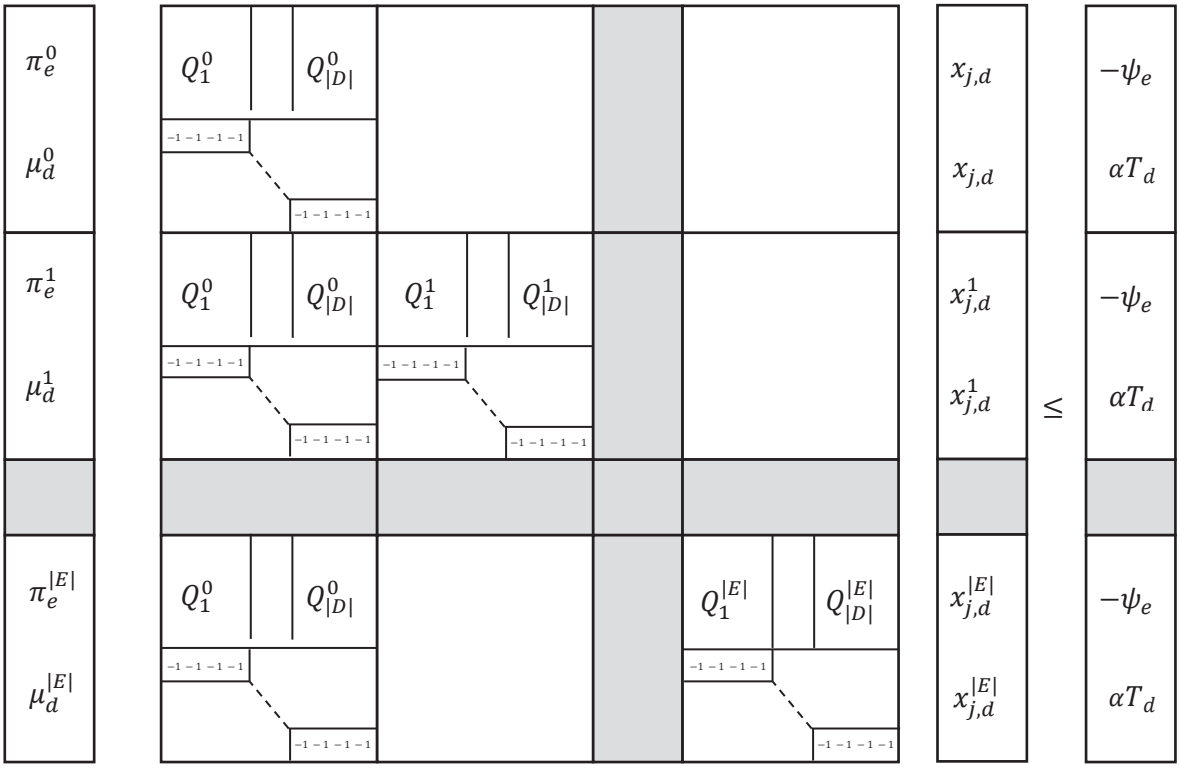


Figura 5.2 Struktura e matricës së kufizimeve për WR

Ne mund të llogarisim koston optimale të rrjetit duke përdorur zbërthimin e Bender-it. Së pari, përdorim formulimin hark - rrugë të problemit, i cili përfshin një numër të madh të variablave të rrugëve. Duke qënë se problemi është i strukturuar shumë mirë, ai mund të zbërthehet në disa probleme "disa-fluksesh" falë zbërthimit të Bender-it. Problemi P_{WR} (L) mund të zbërthehet në dy tipe problemesh :

- Programi parësor (master, PM) (problemi i rrugëzimit) përcakton variablat e rrugëzimit të trafikut në rastin nominal.

- Programi mbështetës (PS_l) (problemi i rirrugëzimit) llogarit variablat rirrugëzues të trafikut dhe kontrollon nëse gjerësia e brezit është mjaftueshëm e lartë për të siguruar trafikun në rastin e dështimit të lidhjes $l \in E$. Do të ketë po aq programe mbështetëse sa dhe dështime lidhjesh.

Algoritmi ynë është si vijon :

- Së pari, ai zgjidh problemin PM duke përdorur metodën e gjenerimit të kolonës për të parë vendosjen e rrugëve në problemin PM (derisa asnjë rrugë nuk gjendet).
- Së dyti, ai zgjidh problemin mbështetës PS_l të shoqëruar dështimit në rrugëzim, përcaktuar nga problemi PM. Problemi PS_l zgjidhet duke përdorur metodën e gjenerimit të kolonës.

Nëse do të kemi ndonjë cënim të kufizimeve, të gjeneruara nga programi PS_l, ato do të rivendosen në problemin PM dhe do të rikthehemi në hapin (I).

Kështu problemi (5.19)-(5.23) mund të zgjidhet duke përdorur metodën e gjenerimit të kolonës. Kjo nënkupton të zgjidhet problemi i rrugës më të shkurtër për 3 raste: $j \in \{h^0(d)|l \notin j\}$, $j \in \{h^0(d)|l \in j\}$ dhe $j \in h^l(d)$ respektivisht me kosto të reduktuar $\sum_{e\in j}(\pi_e^0 + \pi_e^l) - \mu_d^0 - \mu_d^l$, $\sum_{e\in j}\pi_e^0 - \mu_d^0$ dhe $\sum_{e\in j}\pi_e^l - \mu_d^l$.

Algoritmi i implementuar është si vijon:

Algoritmi 5.1: *Llogaritja e kostos optimale* **t**ë *rrjetit (WR)*

Hyrja: *Një rrjet G=(V,E,C), një bashkësi kërkesash* $d \in D$ *dhe* α

Dalja: *kostoja optimale e rrjetit*

(I) Inicializimi: *problemi NS*

For *secilën kërkesë të ndërprerë* $d \in D$ **do**

Llogarit rrugën më të shkurtër j në G

Gjenero rrugëzimin rrugës ($x_{j,d}$), $\in h^o(d)$

end for

do

llogarit rrugën më të shkurtër j në G për peshat π_e^0

if $(\sum_{e\in j}\pi_e^0 - \mu_d^0)$ **then**

gjenero rrugëzimin e rrugës $(x_{j,d}), \in h^o(d)$

end if

while *të paktën një rrugëzim rruge* $(x_{j,d})$ *është krijuar*

(II) Update: *problemi* $P_{WR}(L)$

For *secilin dështim* $l \in E$ **do**

For *secilën kërkesë të ndërprerë* $d \in D_l'$ **do**

Llogarit rrugën më të shkurtër j në $G\backslash\{l\}$

Gjenero rrugëzimin rrugës $(x^l{}_{j,d}), j \in h^l(d)$

end for

end for

(III) Laku kryesor:

Do

Zgjidh problemin $P_{WR}(L)$

For *secilin dështim* $l \in E$ **do**

For *secilën kërkesë të ndërprerëd* $\in D_l'$ **do**

Llogarit rrugën më të shkurtër j në $G\backslash\{l\}$ për peshat π_e^l

if $(\sum_{e\in j} \pi_e^l - \mu_d^l < 0)$ **then**

Gjenero rrugëzimin rrugës $(x^l{}_{j,d}), j \in h^l(d)$

end if

end for

end for

for *secilën kërkesë të ndërprerë* $d \in D$ **do**

Llogarit rrugën më të shkurtër j në $G\backslash\{l\}$ për peshat $\pi_e^0 + \pi_e^l$

If $(\sum_{e\in j}(\pi_e^0 + \pi_e^l) - \mu_d^0 - \mu_d^l < 0)$ **then**

Gjenero rrugëzimin rrugës $(x^l{}_{j,d}), j \in h^l(d)$

end if

end for

while të paktën një rrugëzim ($x_{j,d}$) ose rirrugëzim *($x^l j_{,d}$)* është krijuar

(IV) END:

Kostoja optimale e rrjetit është**:**

$$\sum_{e\in E}\left(\sum_{e\in j,d\in D,j\in h^0(d)} x_{j,d} + \max_l\left(\sum_{e\in j,d\in D,j\in h^l(d)} x^l_{j,d}\right)\right)$$

Në këtë algoritëm, ne shohim qartësisht përdorimin e kostos së reduktuar të problemit dual, në mënyrë që të përcaktojmë koston optimale të rrjetit.

5.3.2 Rirrugëzimi fundor pa lëshim kapacitetesh (WoR)

Strategjia e rirrugëzimit fundor pa lëshim kapacitetesh rirrugëzon kërkesën e ndërprerë nga nyja burim tek ajo destinacion e kërkesës, pa përdorur kapacitetin e rrugëve të ndërprera. Në këtë strategji, kapacitetet janë përdorur për gjendjen nominale ose për gjendjen e dështimit, por jo për të dyja. Formulimi hark - rrugë i problemit të dimensionimit për strategjinë fundor pa lëshim kapacitetesh është si vijon [15] :

$$Min \sum_{e\in E}\psi_e$$

$$[\pi^0_e] \qquad \psi_e - \sum_{j\in h^0(d),d\in D,e\in j} x_{j,d} \geq 0 \qquad e\in E \qquad (5.24)$$

$$[\mu^0_d] \qquad \sum_{j\in h^0(d)} x_{j,d} \geq \alpha * T_d \qquad d\in D \qquad (5.25)$$

$$[\pi^l_e] \qquad \psi_e - \sum_{\substack{j\in h^0(d),d\in D,\\ e\in j}} x_{j,d} - \sum_{\substack{j\in h^l(d),d\in D,\\ e\in j}} x^l_{j,d} \geq 0 \qquad l\in E, e\in E \qquad (5.26)$$

$$[\mu^l_d] \qquad \sum_{j\in h^0(d),l\notin j} x_{j,d} + \sum_{j\in h^l(d)} x^l_{j,d} \geq \alpha * T_d \qquad l\in E, d\in D \qquad (5.27)$$

$$\psi_e, x_{j,d}, x^l_{j,d} \geq 0 \qquad j\in h^0(d), h^l(d), l\in E, d\in D \qquad (5.28)$$

Kufizimet (5.24), (5.26) shprehin përkatësisht kufizimet e kapacitetit në gjendjen nominale dhe të dështuar. Kufizimet (5.25) sigurojnë kënaqjen e trafikut në gjendjen

nominale dhe kufizimet (5.27) sigurojnë nivelin më të ulët të kënaqjes së trafikut për lidhjen e dështuar l. Së fundmi, jo negativiteti i variablave është shprehur nga kufizimet (5.28) dhe variablat dual $(\pi_e^0, \mu_d^0, \pi_e^l, \mu_d^l)$ janë dhënë në termat e anës së majtë. Duhet shënuar që, ndryshe nga problemi me lëshim kapacitetesh, në rastin pa lëshim kapacitetesh problemi i gjenerimit të kolonave është polinomial. Si rrjedhim dhe problemi në përgjithësi është polinomial.

5.3.3 Rirrugëzimi lokal (LR)

Rirrugëzimi është lokal në qoftë se, në gjendje dështimi, ne nuk rirrugëzojmë kërkesën e ndërprerë por trafikun ndërmjet ekstremiteteve të lidhjes së dështuar. Le të prezantojmë disa koncepte:

- Le të jetë p' bashkësia e rrugëve ndërmjet ekstremiteteve të lidhjes l të grafit $G^l = (V, E\backslash\{l\}, C)$.
- Le të jetë $x_{j,d}^l$ pjesa e trafikut të rrugëzuar në rrugën $j \in p'$ për kërkesën d, ndërmjet ekstremiteteve të lidhjes l, në gjendjen e dështimit.
- Le të jetë ψ_e variabli i kapacitetit që i shoqërohet lidhjes e ∈ E.

Formulimi i problemit të dimensionimit për rirrugëzimin lokal është si vijon [15]:

$$Min \sum_{e \in E} \psi_e$$

$$[\pi_e^0] \quad \psi_e - \sum_{j \in h^0(d), d \in D, e \in j} x_{j,d} \geq 0 \quad e \in E \tag{5.29}$$

$$[\mu_d^0] \quad \sum_{j \in h^0(d)} x_{j,d} \geq \alpha * T_d \quad d \in D \tag{5.30}$$

$$[\pi_e^l] \quad \psi_e - \sum_{\substack{j \in h^0(d), d \in D, \\ e \in j}} x_{j,d} - \sum_{\substack{j \in p^l, d \in D, \\ e \in j}} x_{j,d}^l \geq 0 \quad l \in E, e \in E \tag{5.31}$$

$$[\mu_d^l] \quad \sum_{j \in h^0(d), l \notin j} x_{j,d} + \sum_{j \in p^l} x_{j,d}^l \geq \alpha * T_d \quad l \in E, d \in D \tag{5.32}$$

$$\psi_e, x_{j,d}, x_{j,d}^l \geq 0 \quad j \in h^0(d), h^l(d), l \in E, d \in D \tag{5.33}$$

Kufizimet (5.29), (5.31) shprehin përkatësisht kufizimet e kapacitetit në gjendjen nominale dhe të dështuar. Kufizimet (5.30) sigurojnë kënaqjen e trafikut në gjendjen nominale dhe kufizimet (5.32) sigurojnë nivelin më të ulët të kënaqjes së trafikut për

lidhjen e dështuar l. Së fundmi, jo negativiteti i variablave është shprehur nga kufizimet (5.33) dhe variablat dual $(\pi_e^0, \mu_d^0, \pi_e^l, \mu_d^l)$ janë dhënë në termat e anës së majtë.

5.3.4 Rirrugëzimi global (GR)

Rirrugëzimi global fundor, në rast dështimi, rirrugëzon të gjithë kërkesat, edhe ato të cilat nuk janë ndërprerë nga dështimi. Kjo strategji është shumë komplekse për t'u implementuar, por është me kosto më efikase. Formulimi i problemit të dimensionimit për rirrugëzimin global është si vijon [15]:

$$Min \sum_{e \in E} \psi_e$$

$$[\pi_e^0] \quad \psi_e - \sum_{j \in h^0(d), d \in D, e \in j} x_{j,d} \geq 0 \quad e \in E \tag{5.34}$$

$$[\mu_d^0] \quad \sum_{j \in h^0(d)} x_{j,d} \geq \alpha * T_d \quad d \in D \tag{5.35}$$

$$[\pi_e^l] \quad \psi_e - \sum_{j \in h^l(d), d \in D, e \in j} x_{j,d}^l \geq 0 \quad l \in E, e \in E \backslash \{l\} \tag{5.36}$$

$$[\mu_d^l] \quad \sum_{j \in h^l(d)} x_{j,d}^l \geq \alpha * T_d \quad l \in E, d \in D \tag{5.37}$$

$$\psi_e, x_{j,d}, x_{j,d}^l \geq 0 \quad j \in h^l(d), l \in E, d \in D \tag{5.38}$$

Kufizimet (5.34), (5.36) shprehin përkatësisht kufizimet e kapacitetit në gjendjen nominale dhe të dështuar. Kufizimet (5.35) sigurojnë kënaqjen e trafikut në gjendjen nominale dhe kufizimet (5.37) sigurojnë nivelin më të ulët të kënaqjes së trafikut për lidhjen e dështuar l.

Formulimi hark - nyje i problemit të dimensionimit për rirrugëzimin global është si vijon [15], ku $\xi_{(i,j)}$ paraqet koston unitare që i shoqërohet lidhjes e $\in E$:

$$\min \sum_{(i,j)\in E} \xi_{(i,j)}\psi_{(i,j)}$$

$$\psi_{(i,j)} - \sum_{d\in D} x_{(i,j),d} \geq 0 \qquad (i,j) \in E \tag{5.39}$$

$$\sum_{i\in pred(j)} x_{(i,j),d} \geq T_d \qquad d \in D, j = p_d \tag{5.40}$$

$$\psi_{(i,j)} - \sum_{d\in D} x^l_{(i,j),d} \geq 0 \qquad l \in E, (i,j) \in E\backslash\{l\} \tag{5.41}$$

$$\sum_{i\in pred(j)} x^l_{(i,j),d} \geq \alpha * T_d \qquad d \in D', j = p_d \tag{5.42}$$

$$\sum_{i\in pred(j)} x_{(i,j),d} - \sum_{k\in succ(j)} x_{(j,k),d} = 0 \qquad j \in V, d \in D, i \neq s_d, l \neq p_d \tag{5.43}$$

$$\sum_{j\in succ(i)} x_{(i,j),d} - \sum_{l\in pred(k)} x_{(k,l),d} = 0 \qquad i,j,k,l \in V, d \in D, i = s_d, l = p_d \tag{5.44}$$

$$\sum_{i\in pred(j),} x^l_{(i,j),d} - \sum_{k\in succ(j),} x^l_{(i,j),d} = 0 \qquad j \in V, d \in D', i \neq s_d, l \neq p_d \tag{5.45}$$

$$\sum_{j\in succ(i)} x^l_{(i,j),d} - \sum_{l\in pred(k)} x^l_{(i,j),d} = 0 \qquad i,j,k,l \in V, d \in D', i = s_d, l = p_d \tag{5.46}$$

$$x_{(i,j),d},\ x^l_{(i,j),d}, \psi_{(i,j)} \geq 0 \tag{5.47}$$

Kufizimet (5.39), (5.41) shprehin përkatësisht kufizimet e kapacitetit në gjendjen nominale dhe të dështuar. Kufizimet (5.40) sigurojnë kënaqjen e trafikut në gjendjen nominale dhe kufizimet (5.42) sigurojnë nivelin më të ulët të kënaqjes së trafikut për lidhjen e dështuar *l*. Kufizimet (5.43) - (5.46) shprehin ligjet e Kirchhoff. Së fundmi, jo negativiteti i variablave është shprehur nga kufizimet (5.28) dhe variablat dual $(\pi^0_e, \mu^0_d, \pi^l_e, \mu^l_d)$ janë dhënë në termat e anës së majtë.

Ky formulim hark - nyje i problemit të dimensionimit për rirrugëzimin global është interesant sepse numri i rreshtave dhe kolonave është polinomial. Në qoftë se në rastin më të keq, bashkësia e kërkesave të trafikut përmban të gjithë kërkesat e mundshme në graf, numri i kërkesave do të jetë i barabartë me $\Delta = \frac{N(N-1)}{2}$, dhe numri i nyjeve do të jetë më i vogël ose i barabartë me numrin e kërkesave.

Kështu numri i rreshtave është:

$$
\begin{aligned}
Numri\ i\ rreshtave &= (\mathrm{N} * \Delta + \mathrm{M}) * (\mathrm{M} + 1) \\
&= \left(\mathrm{N} * \frac{\mathrm{N}\,(\mathrm{N} - 1)}{2} + \mathrm{M}\right) * (\mathrm{M} + 1) \\
&\sim O(\mathrm{M} * \mathrm{N}^3)
\end{aligned}
$$

Në të njëjtën mënyrë numri i kolonave është :

$$
\begin{aligned}
Numri\ i\ kolonave &= (\Delta * \mathrm{M}) * (\mathrm{M} + 1) + \mathrm{M} \\
&= \left(\frac{\mathrm{N}\,(\mathrm{N} - 1)}{2} * \mathrm{M}\right) * (\mathrm{M} + 1) + \mathrm{M} \\
&\sim O(\mathrm{M}^2 * \mathrm{N}^2)
\end{aligned}
$$

Ku Δ është numri i kërkesave, N është numri i nyjeve dhe M është numri i lidhjeve në graf. Vëmë re se modeli ka një numër polinomial rreshtash dhe kolonash i cili varet tërësisht nga numri i kërkesave. Kështu, ky formulim hark - nyje do të përdoret kur numri i kërkesave është i limituar.

5.4 Përfundime

Në këtë kapitull, studiuam problemin e dimensionimit të një rrjeti me 4 strategji rirrugëzimi: rirrugëzmimi fundor me lëshim kapacitetesh dhe pa lëshim kapacitetesh, rirrugëzmim global dhe lokal. E filluam këtë studim nga rasti nominal e më pas paraqitëm një dështim lidhjeje dhe në fund e përmbyllëm me rastin e përgjithshëm ku të gjitha lidhjet kanë dështuar.

Ky studim është një pikë fillestare për të zhvilluar strategjitë e rirrugëzimit të qëndrueshëm. Së pari, këto strategji rrjedhin nga strategji të prezantuara në këtë kapitull. Së dyti, ato do të implementohen në mënyrë që të krahasojmë rezultatet e këtyre strategjive të reja me ato ekzistuese.

KAPITULLI 6
RIRRUGËZIMI I QËNDRUESHËM (RR)

Hyrje

Në këtë kapitull, do të prezantojmë dy strategji të qëndrueshme rirrugëzimi. E para, një strategji rirrugëzimi e qëndrueshme, e quajtur ShRR (Shared Robust Rerouting) [15] dhe e dyta, një strategji rirrugëzimi elastike, e quajtur ERR (Elastic Robust Rerouting) [16]. Strategjia ShRR jep një rezultat midis rirrugëzimit fundor dhe atij global. Ashtu sikurse strategjitë tradicionale të rrugëzimit fundor, ShRR-ja kërkon të gjejë gjerësinë e brezit të nevojshëm për rirrugëzim duke liruar disa prej rrugëzimeve nominale të rrugëve të kërkesave të paprekura (si shtesë e atyre të liruara prej fluksit të prekur). Gjithsesi është e rëndësishme të theksojmë se ky lirim i rrugëzimit të rrugëve është i limituar, duke qënë se gjerësia e brezit e mbetur në rrugëzimin e rrugëve për këto kërkesa (të paprekura) duhet të jetë e mjaftueshme që të kënaqë një nivel të caktuar trafiku të kërkuar. Për ta përmbledhur, kjo strategji përdor burimet që vijojnë për kërkesat e rindërtimit, gjerësinë e brezit rezervë, gjerësinë e brezit të liruar nga lidhjet e përdorura në fluksin e prekur dhe në disa raste gjerësinë e brezit të liruar nga lidhjet në rrugëzimin e rrugëve të kërkesave të paprekura. Ashtu sikurse rirrugëzimi fundor, ne bëjmë dallim ndërmjet dy tipesh ShRR-je, referuar si me lëshim kapacitetesh dhe pa lëshim kapacitetesh. Në këtë studim, ne do të fokusohemi në ShRR- në me lëshim kapacitetesh.

Strategjia ERR nuk lejon rirrugëzim në një rrugë të re të vendosur por rrit gjerësinë e brezit të disa prej rrugëve ekzistuese apo të kërkesave te ndërprera. Kjo strategji rrjedh natyrshëm nga strategjitë e mbrojtjes dhe startegjia ShRR. Në njërën anë ai duket si ShRR sepse liron trafikun nga rrugët e kërkesave jo të ndërprera në mënyrë që të rrisë gjerësinë e brezit të rrugëve jo të bllokuara të kërkesave të ndërprera, dhe nga ana tjetër, ai duket si mbrojtës sepse asnjë rrugëzim i ri rrugësh s'është përdorur gjatë procesit. Ne mund të përdorim rrugët nominale të cilat mund të zgjerohen kur është e nevojshme. Termi *elastik* i referohet përdorimit të rrugëve nominale, gjerësia e brezit e të cilave varion në varësi të gjendjes së rrjetit. Strategjia ERR përdor të njëjtën bashkësi të rrugëve si për rrugëzimin dhe rirrugëzimin. Gjerësia e brezit e nevojshme do të vijë nga gjerësia e brezit e mbetur dhe nga rrugët e liruara të cilat i korrespondojnë kërkesave të tjera.

6.1 Rirrugëzimi i Qëndrueshëm (ShRR)

Në ditët e sotme, në rrjetet e telekomunikacionit, procedura e restaurimit funksionon si vijon: kemi një rrugëzim të dhënë në gjendjen nominale dhe disa rrugë të lidheve rezervë të cilat përdoren për të rivendosur trafikun e ndërprerë në raste dështimi. ShRR është një metodë e qëndrueshme, e cila është e bazuar në dy idetë që vijojnë. Së pari, falë numrit të rrugëve nominale, ajo garanton një nivel të lartë të qëndrueshmërisë në rast të variacionit dhe dështimit të trafikut. Së dyti, rrugëzimi i përbashkët i kërkesës do të bëhet duke marrë një rrugë nga bashkësia e rrugëve nominale. Në qoftë se kërkesat jo të ndërprera nuk i nënshtrohen rirrugëzimit, ato mund të përdoren duke liruar një pjesë të gjerësisë së tyre të brezit në mënyrë që të rirrugëzohen kërkesat e ndërprera. Kështu, ne e presim këtë strategji të jetë ndërmjet rirrugëzimit global dhe rirrugëzimit fundor.

6.1.1 Shembull

Më poshtë ilustrojmë se si kjo strategji funksionon duke përdorur një shembull.

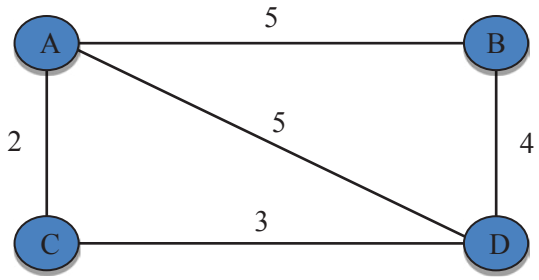


Figura 6.1 Rrjeti

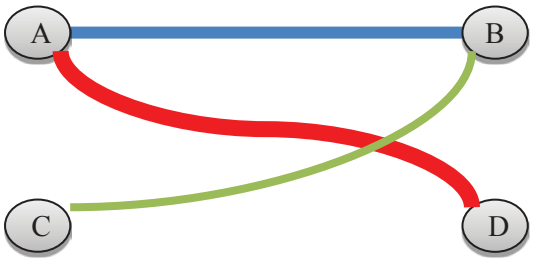


Figura 6.2 Kërkesat

Konsiderojmë një rrjet me 4 nyje A, B, C dhe D dhe 5 lidhje (A, B), (A, C), (A, D), (B, D) dhe (C, D) me kapacitet respektivisht 5, 2, 5, 4 dhe 3 njësi, dhe me të njëjtën kosto unitare prej $\xi_e = 1$.

Rrugëzimi nominal është përcaktuar në figurën 6.3. Vëmë re se rrugëzimi kënaq kërkesat më shumë se trafiku nominal.Ai mund të përdoret për të manaxhuar disa ndryshime të trafikut por gjithashtu, si mund të përdoret më vonë, edhe për të liruar gjerësinë e brezit të disa rrugëve në mënyrë që të rirrugëzohen kërkesat e ndërprera.

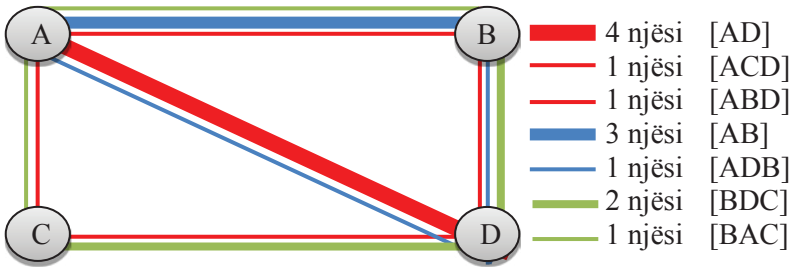


Figura 6.3 Rrugëzimi Nominal

Në figurën 6.4 dhe 6.5, marrim në konsiderat dështimin e lidhjes (C, D) dhe mund të shohim rrugëzimin e kërkesës para dhe pas restaurimit.

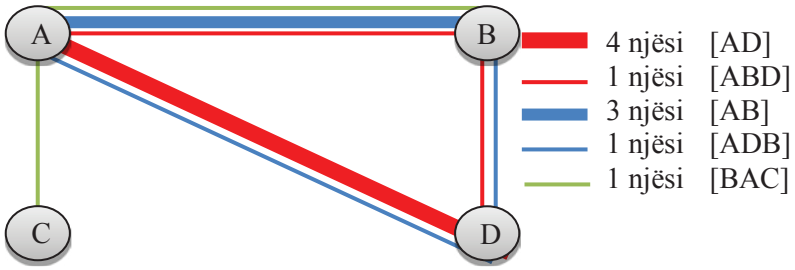


Figura 6.4 Rrugëzimet e rrugëve të mbetura para restaurimit, në rastin e dështimit të lidhjes (C, D)

Vëmë re se dështimi i lidhjes (C, D) ndërpret dy kërkesa: jeshilen dhe të kuqen. Duke u shqetësuar për kërkesën e kuqe, nuk është e nevojshme të rirrugëzohet kërkesa sepse dy rrugët e tjera (AD) dhe (ABD) janë të mjaftueshme për të rrugëzuar 100% të trafikut (vetëm duhet të rirrugëzojmë trafikun që kalon përmes rrugës [ACD] tek ai i rrugës tjetër). Gjithsesi, problemi është ndryshe për kërkesën jeshile.

Për të rivendosur trafikun jeshil në 100 % të vlerës nominale, procedojmë si vijon: lirojmë rrugën blu [ADB] dhe rirrugëzojmë një njësi të trafikut jeshil në një rrugë të re [CADB].

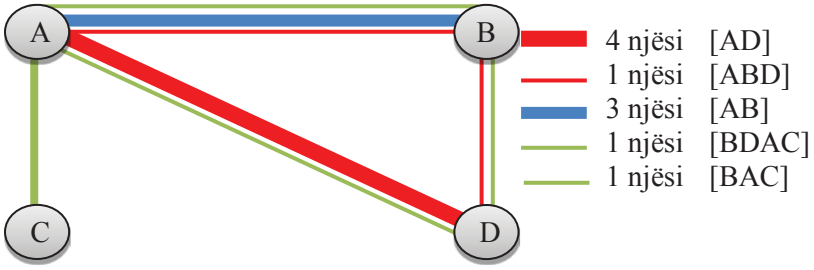


Figura 6.5 Rrugëzimi pas restaurimit, në rastin e dështimit të lidhjes (C, D)

Në figurën 6.6 dhe 6.7, ne marrim në konsideratë dështimin e lidhjes (A, D).

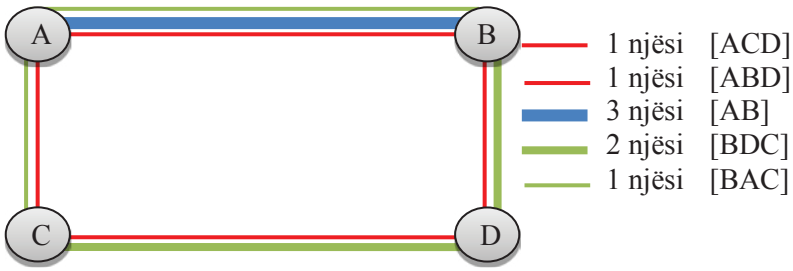


Figura 6.6 Rrugëzimet e rrugëve të mbetura para restaurimit, në rastin e dështimit

të lidhjes (A, D)

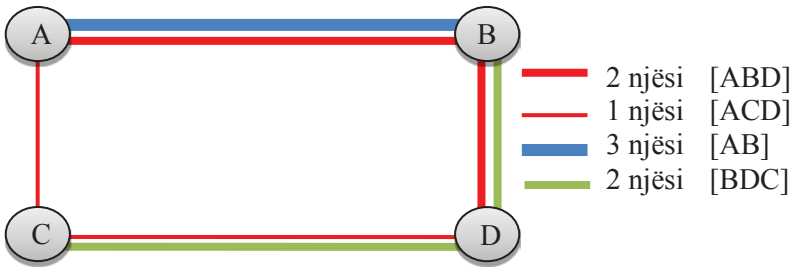


Figura 6.7 Rirrugëzimi pas restaurimit, në rastin e dështimit të lidhjes (A, D)

Vëmë re se trafiku i kuq është ndërprerë shumë nga dështimi dhe duhet të rirrugëzohet pavarësisht kërkesës blu, e cila edhe pse është ndërprerë, nuk ka nevojë për rirrugëzim. Ne duhet të lirojmë rrugën jeshile [BAC] për të krijuar një rrugë të re [ACD] për kërkesën e kuqe. Kjo na lejon të rivendosim pjesën kryesore të trafikut të kuq. Gjithsesi, nuk mund të rivendosim të gjithë kërkesën e kuqe.

Së fundmi, vërejmë se për disa dështime, rirrugëzimi i trafikut nuk është i nevojshëm sepse rrugët e mbetura lejojnë rivendosjen 100% të trafikut humbur, ashtu sikurse për lidhjen e dështuar (A, C).

6.1.2 Formulimi matematikor

Përpara se të japim konceptet e nevojshme për formulimin matematikor të problemit, dimensionimit për strategjinë e rirrugëzimit të qëndrueshëm, le të tregojmë dy pikat kryesore në të cilat kjo strategji bazohet.

Së pari, rrugëzimi nominal duhet të maksimizojë nivelin minimal të kënaqjes së kërkesave të trafikut. Kështu, rrugëzimi nominal do të kënaqë trafikun e kërkesave përtej pikës së tij të realizimit.

Së dyti, në raste dështimi, restaurimi do të bëhet përmes rrugëve të parallogaritura duke përdorur burimet që kemi në dispozicion apo ato të liruara nga rrugëzimet e rrugëve të ndërprera. Kështu, kjo është strategji rirrugëzimi në të cilën vetëm trafiku i ndërprerë do të rivendoset. Burimet shtesë janë kapacitetet e liruara në rrugëzimet e rrugëve të cilat tashmë nuk janë më esenciale për të kënaqur trafikun nominal të kërkuar. Me të vërtetë, rrugët e planifikuara për rrugëzim nominal lejojnë rrjetin të rrugëzojë një sasi trafiku më të lartë se trafiku i parashikuar për kërkesa.

6.1.2.1 Koncepte

Le të japim disa koncepte të tjera:

Një rrjet telekomunikacioni paraqitet nga një graf G=(V, E). Ai është i ndërtuar nga një bashkësi |v| = n ruterash dhe |E |= m lidhjesh. $G^l = (V,A\backslash\{l\})$ shënojnë të njëjtin graf por me "l" të hequra (ku "l" i korrespondon situatave të dështimit të lidhjeve).

- Le të jetë ξ_e kostoja unitare e shoqëruar lidhjes e ϵ E.
- Le të jetë ψ_e kapaciteti i ndryshueshëm i shoqëruar lidhjes e ϵ E.
- Le të jetë D bashkësia e trafikut të kërkuar d. Çdo kërkesë është e përcaktuar nga një çift i nyjeve ekstreme, fundore dhe nga volumi i trafikut T_d jo negativ.
- Shënojmë me α koefiçentin e kënaqjes minimale të trafikut të kërkesave të restauruara të kërkuara nga manaxheri i rrjetit. Me fjalë të tjera α është sasia minimale të trafikut që duhet të rrugëzohet midis ekstremeve të kërkesës në çdo rast dështimi.

- Le te jetë $h^0(d)$, $h^l(d)$ respektivisht bashkësia e rrugëve të grafit G dhe G^l ndërmjet ekstremiteteve të kërkesës d.
- Le të jetë $x_{j,d}$ (respektivisht $z^l_{j,d}$) pjesa e trafikut e rrugëzuar në rrugën j për kërkesën d në gjendjen nominale (respektivisht për gjendjen e dështuar l).
- Le të jetë D' bashkësia e kërkesave $d \in D$ të ndërprera nga dështimi i lidhjes l : Ekziston një rrugë $j \in h^0(d)$ e tillë që $x_{j,d} > 0$ dhe $l \in j$.
- Le të jetë $y_{j,d}$ vlera e zvogëluar e pjesës së trafikut nominal të rrugëzuar në rrugën j për kërkesën d, ku $d \in D \backslash D'$.

6.1.2.2 Formulimi matematikor

Formulimi matematikor për problemin e shënuar P_{ShRR} (L) është si vijon (shiko [15]) :

$$\min \sum_{e \in E} \xi_e \psi_e$$

$$(\pi^0_e) \qquad \psi_e - \sum_{j \in h^0(d), d \in D, e \in j} x_{j,d} \geq 0 \quad e \in E \tag{6.10}$$

$$(\mu^0_d) \qquad \sum_{j \in h^0(d)} x_{j,d} \geq T_d \quad d \in D \tag{6.11}$$

$$(\pi^l_e) \qquad \psi_e - \sum_{\substack{j \in h^0(d), \\ d \in D \backslash D'_l, e \in j}} (x_{j,d} - y^l_{j,d}) + \sum_{\substack{j \in h^0(d), l \notin j, \\ d \in D'_l, e \in j}} x_{j,d} + \sum_{\substack{j \in h^l(d), \\ d \in D'_l, e \in j}} z^l_{j,d} \geq 0 \quad e \in E, l \in E \tag{6.12}$$

$$(\mu^l_d) \qquad \sum_{j \in h^0(d), l \notin j} x_{j,d} + \sum_{j \in h^l(d)} z^l_{j,d} \geq \alpha T_d \quad d \in D'_l, l \in L \tag{6.13}$$

$$(\mu^l_d) \qquad \sum_{j \in h^0(d)} (x_{j,d} - y^l_{j,d}) \geq \alpha T_d \quad d \in D \backslash D'_l, l \in L \tag{6.14}$$

$$x_{j,d} - y^l_{j,d} \geq 0 \quad d \in D \backslash D'_l, j \in h^0(d), l \in E \tag{6.15}$$

$$x_{j,d}, z^l_{j,d}, y^l_{j,d}, \psi_e \geq 0 \quad d \in D, j \in h^0(d), l \in E \tag{6.16}$$

Kufizimet apo mosbarazimet (6.10), (6.12) shprehin përkatësisht kufizimet e kapacitetit në gjendjen nominale dhe të dështuar. Kufizimet (6.11) sigurojnë kënaqjen e trafikut në gjendjen nominale dhe kufizimet (6.13), (6.14) sigurojnë përkatësisht shkallën më të vogël të kënaqjes së trafikut të kërkesave të ndërprera dhe jo të ndërprera, e cila në çdo gjendje dështimi lidhjeje është e barabartë me α. Kufizimet (6.15) garantojnë që, zvogëlimi i trafikut mbi rrugët e kërkesave jo të ndërprera, me më shumë se trafiku nominal korrespondues, nuk është i lejuar. Përfundimisht jo negativiteti i variablave

shprehet nga kufizimet (6.16) dhe variablat dual $(\pi_e^0, \mu_d^0, \pi_e^l, \mu_d^l)$ janë dhënë në termat e anës së majtë.

Problemi ShRR duket si problemi WR i cili i korrespondon rirrugëzimit fundor me lëshim kapacitetesh. Ndryshimi ndërmjet modeleve është se ShRR lëshon gjerësinë e brezit të rrugëve të disa kërkesave jo të ndërprera (duke përdorur variablat e fluksit $y_{j,d}^l$), në mënyrë që ta përdorë më pas për rirrugëzim. Kështu, problemi (6.10) - (6.16), ashtu sikurse rirrugëzimi fundor, mund të zgjidhet duke përdorur metodën e gjenerimit të kolonës, ku kolona e re përfaqëson rrugët e mundshme si për rrugëzimin dhe rirrugëzimin.

Shënojmë se kostoja e reduktuar e shoqëruar çdo rrugëzimi rruge ($j \in h^0(d)$) jepet si më poshtë:

$$-\sum_{e\in j}\left(\pi_e^0 - \sum_{l\notin j}\pi_e^l\right) + \sum_{l\notin j}\mu_d^l + \mu_d^0 \qquad (6.17)$$

Relacioni (6.17) është gati i ngjashëm me koston e reduktuar shoqëruar çdo rrugëzimi rruge për problemin korrespodent të WR- së.

Duke konsideruar rrugëzimin e rrugëve ($j \in h^l(d)$), kostoja e reduktuar shoqëruese jepet nga $\mu_d^l - \sum_{e\in j}\pi_e^l$. Në mënyrë të qartë zgjidhja e këtyre kufizimeve mund të bëhet në kohë polinomiale.

Studimi i problemit të çmimit është shumë i rëndësishëm për t'u provuar që ai është polinomial, në mënyrë që të përcaktojmë polinomialitetin e problemit fillestar. Këto probleme janë sot në qendër të vëmendjes. Për një studim më të qartë për problemet e çmimit të ndeshura në dizenjimin e problemit lidhur me rrjetat elastike, i referohemi [21].

6.1.2.3 Kompleksiteti i problemit të çmimit.

Problemi i çmimit i dhënë në (6.17) ndeshet dhe në forma të ngjashme në probleme të tjera të dizenjimit të mbijetesës së rrjetit: shiko [29], [30], [31]. Problemi është i një rëndësie të veçantë në lidhje me strategjinë RR. Problemi kryesor që haset në problemin e çmimit të mësipërm gjendet në termin $\sum_{e\in j}\sum_{l\notin j}\pi_e^l$. Ky problem është i njohur në literaturë gjithashtu si problemi kuadratik i rrugës më të shkurtër, sepse kostoja e tij nuk varet vetëm nga harqet e përfshira në rrugë por dhe nga harqet jashtë saj. Kompleksiteti i problemit të cmimit është studiuar nga Maurras dhe Vanier në [29]dhe nga Orlowski në [31], për rastet e të gjitha dështimeve të lidhjeve teke kur studiohet

strategjia RR. Ata konsiderojnë një formulim të përgjithshëm të problemit të çmimit të mësipërm pa marrë në konsideratë lidhjen ndërmjet koeficentëve dual dhe e tregojnë atë se është NP-e plotë. Më qartësisht, ata tregojnë se formulimi i përgjithshëm për problemin e çmimit është ekuivalent si me problemin Hamiltonian të zgjidhjes zinxhir në [29] ashtu dhe me problemin e maksimumit të ndërprerë në [13].

Vëmë re se problemi i rrugës është i lidhur ngushtë me problemin e nyjeve të shkëputura në rrjet. Madje ai varet nga karakteristikat e rrjetit, i cili mund të jetë i drejtuar ose jo. Le të konsiderojmë rastin me numër "k" fiks dështimesh (lidhjesh) në një rrjet të padrejtuar. Për rastin e veçantë me një lidhje të vetme të dështuar (k=1), problemi i çmimit mund të zgjidhet në kohë polinomiale, ndërsa për k = 2 ekziston një algoritëm polinomial i cili zgjidh problemin e llogaritjes së "k" nyjeve të shkëputura në një rrjet të padrejtuar (shiko [32]). Megjithatë implementimi i këtij algoritmi është shumë i vështirë për shkak të ekzistencës së vlerave të mëdha të konstanteve. Le të shohim rezultatet e Korpit (shiko [27]), i cili tregon se i njëjti problem është NP-i plotë për "k" variabla (në një rrjet të padrejtuar).

Tani të tregojmë se problemi i çmimit të mësipërm mund të zgjidhet në kohë polinomiale për rastin e një numri të fiksuar "l" të dështimit të lidhjeve në një rrjet të padrejtuar. Problemi i çmimit të shoqëruar mund të reduktohet në një llogaritje të rrugës më të shkurtër, respektivisht në grafet G\l dhe G duke kaluar nga l. Përfundimi në vijim pohon :

Pohimi 1: *Problemi i çmimit i lidhur me (6.17) mund të zgjidhet në kohë polinomiale për rastin e një numri fiks lidhjesh teke të dështuara në grafet e padrejtuara.*

Fakt: Le të shënojme 'l' të vetmin dështim lidhjeje për t'u marrë parasysh. Pastaj problemi i përgjithshëm i rrugës më të shkurtër $\sum_{e\in j}\sum_{l\notin j}\pi_e^l - \sum_{l\notin j}\mu_d^l$ mund të zgjidhet lehtësisht duke konsideruar dy raste: rasti i parë i korrespondon $l\notin j$. Duhet të llogarisim rrugën më të shkurtër në G\l për peshat $\pi_e^0-\mu_d^e$ në lidhjet $l \in j$. Ne këtu duhet të llogarisim rrugën më të shkurtër që kalon përmes l në G me vlerë $\pi_e^0-\mu_d^e$. Kuptohet se problemi i parë është polinomial ndërsa i dyti mund të reduktohet te problemi i llogaritjes (në grafet e padrejtuara) të çifteve të nyjeve të palidhura me rrugë me nje kosto minimale të rrjetit tashmë të zgjidhur nga Suurballe në [9], [26].

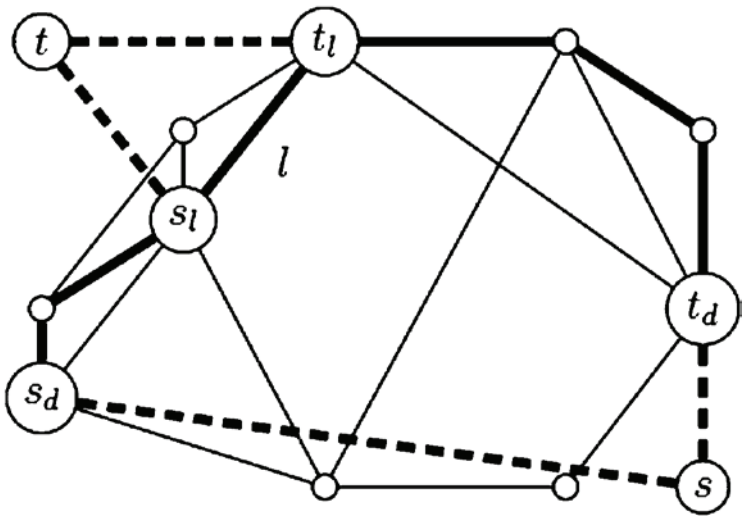


Figura 6.8 Llogaritja e rrugës për problemin e çmimit të një lidhje teke të dështuar

Është e mjaftueshme të shtojmë dy nyje false, e para e shënuar 's' që lidh nyjet ektreme të kërkesës 'd' dhe e dyta e quajtur 't' që lidh ekstremet e lidhjes 'l' (shiko figurën 6.8).

Pastaj duke aplikuar algoritmin Suurballe, llogarisim një çift të nyjeve të shkëputura me një kosto totale lidhjeje minimale ndërmet 's' dhe 't'. Në mënyrë të qartë çdo rrugë e shkurtër e përfituar nga algoritmi Suurballe lidh veçmas një ekstremitet të lidhjes së dështuar 'l' me një prej ekstremiteteve të kërkesës 'd'. Duke bashkuar këto dy rrugë, lidhja 'l' jep rrugën më të shkurtër elementare që kalon përmes lidhjes 'l'.

Dalim në një përfundim rreth rrjeteve të drejtuara. Ashtu sikurse pritet, problemi bëhet më i vështirë në këtë rast. Madje mund të tregohet me disa reduktime nga problemi i 'dy rrugë të ndryshme', se problemi është NP-i plotë edhe për rastin e veçantë me një numër të fiksuar prej një lidhjeje të vetme të dështuar, kur kërkohet rrugëzim rrugësh elementare.

6.1.3 Algoritmi dhe rezultatet kompjuterike

Algoritmi është si vijon :

Algoritmi 6.1 ***Llogaritja e shkallës më të vogël së kënaqjes së trafikut të kërkesave (ShRR)***

Hyrja: *Një rrjet N = (V, E, C), një bashkësi kërkesash* $d \in D$, *një nënbashkësi* $\alpha_i, l \in L$ *në* α.

Dalja: *kostoja minimale e rrjetit*

(I) Inicializimi: (|L|+1**)**

Fillo me një nënbashkësi rrugëzimi rrugësh të realizueshme

(II) Update: *zgjidh problemin* P_{ShRR} *(L)*

For *secilin dështim* $l \in E$ **do**

Gjej kërkesat e ndërprera (bashkësinë D_l'*)*

For *secilën kërkesë* $d \in D_l$ **do**

if *d është e ndërprerë* ($d \in D_l'$) **do:**

Gjej kolonat $y_{j,d}^l$ *dhe hiqi ato*

else

Gjej kolonat $z_{j,d}^l$ *dhe hiqi ato*

end if

end for

end for

for *secilin dështim* $l \in E$ **do**

for *secilën kërkesë jo të ndërprerë* $d \in D \backslash D_l'$ **do**

Paraqit variablat e rinj $y_{j,d}^l$

Shto kufizimet (6.15)

end for

end for

(III) Laku kryesor:

While *ekzistojnë disa rrugëzime* $z_{j,d}^l$ *dhe rrugë* $x_{j,d}$ *me kosto të reduktuar negative* **do**

Gjenero rrugëzimet e rrugëve ($z_{j,d}^l$), ($j \in h^l(d)$)

For *secilin dështim* $l \in E$ **do**

For *secilën kërkesë të ndërprerë* $d \in D_l'$ **do**

Gjenero $z_{j,d}^{l}$

end for

end for

Gjenero rrugëzimet e rrugëve ($x_{j,d}$), ($j \in h^0(d)$))

Shko në hapin (II)

End while

(IV) END:

Vlera e koeficientit α është e kënaqja minimale e trafikut të kërkesave bashkangjitur ekzekutimit në proces

Mund të vëmë re se ky algoritëm jo domosdoshmërisht jep një zgjidhje të saktë për strategjinë ShRR. Në të vërtetë, në hapin II, ne shtojmë kufizimet 6.15 në rrugëzimin aktual. Më pas, zgjidhim problemin si vijon: shtojmë rirrugëzim rrugësh nëse nevojitet, llogarisim rrugëzimin dhe shkojmë pas në hapin II. Gjithsesi, ne shtojmë kufizimet në një rrugëzim i cili supozohet se është zgjidhja. Kështu, në fakt ky rrugëzim është një përafrim i atij të pritur. Megjithatë, në shumë raste, këto dy rrugëzime do të jenë të njëjta, kështu që ne mund të pranojmë se ky algoritëm jep një vlerë gati sa ajo optimale për zgjidhjen e problemit.

6.1.3.2 Rezultatet numerike

Ne këtu japim disa rezultate kompjuterike për sa i përket problemit të dimensionimit të prezantuar më sipër. Katër rrjetet e padrejtuar të përdorur në testet tona janë përshkruar në tabelën 5.1.

Le të shënojmë me *SummShRR* (respektivisht *SumWR* dhe *SumGR*) vlerën optimale të funksionit objektiv për problemin e dimensionimit të lidhur me rirrugëzimin e qëndrueshëm (respektivisht me rirrugëzimin fundor me lëshim kapacitetesh dhe rirrugëzimin global). **GapShRR** (respektivisht **GapWR**) jep diferencën relative ndërmjet *SumShRR* (respektivisht *SumWR*) dhe *SumGR*.

Në figurat (6.9) - (6.12) paraqesim **GapShRR** dhe **GapWR** si funksion të shkallës minimale të kënaqjes së trafikut për gjendjet e dështimit (α), për të gjithë rrjetet. Ne marrim në konsiderat 13 rrjete, me një shkallë minimale të kënaqjes së trafikut që varion nga 40% në 100%.

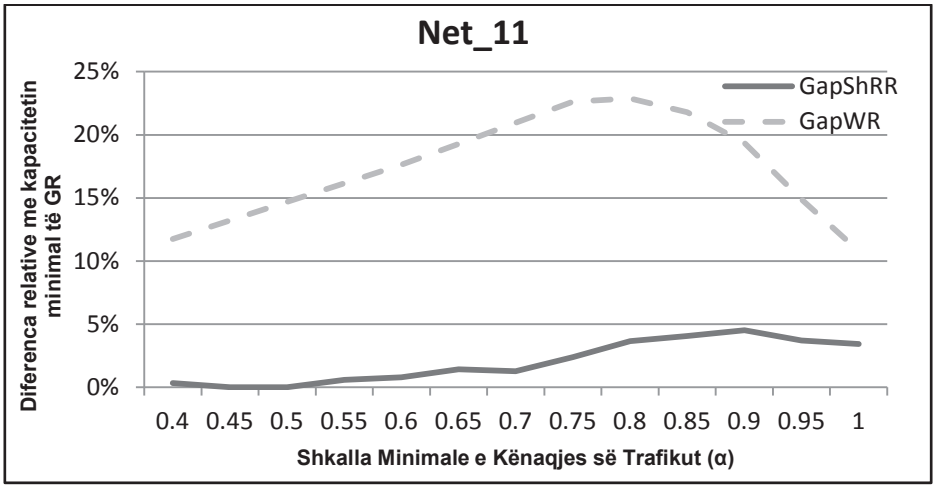


Figura 6.9 Diferenca relative për Net_11

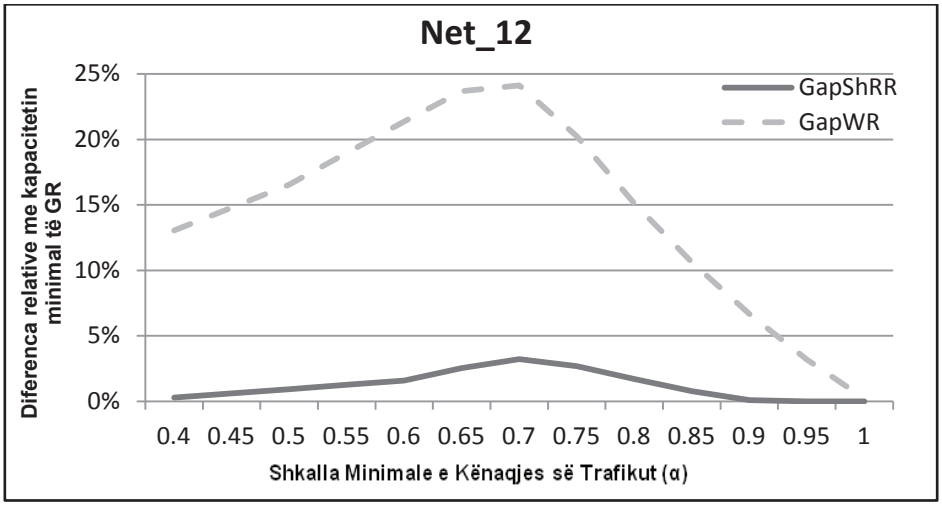


Figura 6.10 Diferenca relative për Net_12

Vëmë re se në këto seri testesh, rrugëzimet e rrugëve janë kërkuar të jenë elementare. Ne kërkojmë që për çdo strategji të testuar, kostoja e llogaritur e dimensionimit të sigurojë rrugëzimin e të gjithë trafikut të kërkesave në gjendjen nominale dhe të garantojë një nivel resaturimi (α) për të gjitha gjendjet e dështimit.

Siç tregohet në figurat (6.9 - 6.12), kostoja totale e rrjetit e marrë kur implementohet strategjia ShRR është më e vogël se ajo e marrë duke përdorur rirrugëzimin fundor me lëshim kapaciteti. Kjo është e vërtetë për të gjithë rrjetet dhe skenarët e marrë në shqyrtim.

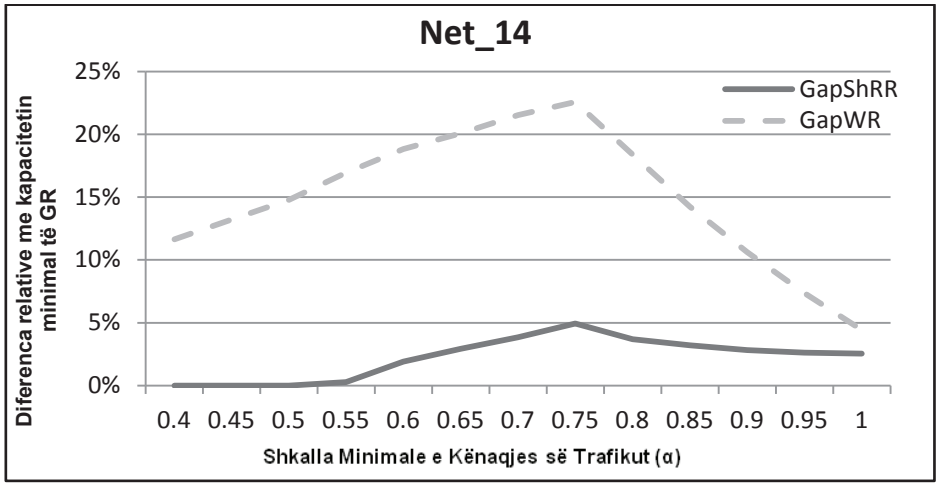


Figura 6.11 Diferenca relative për Net_14

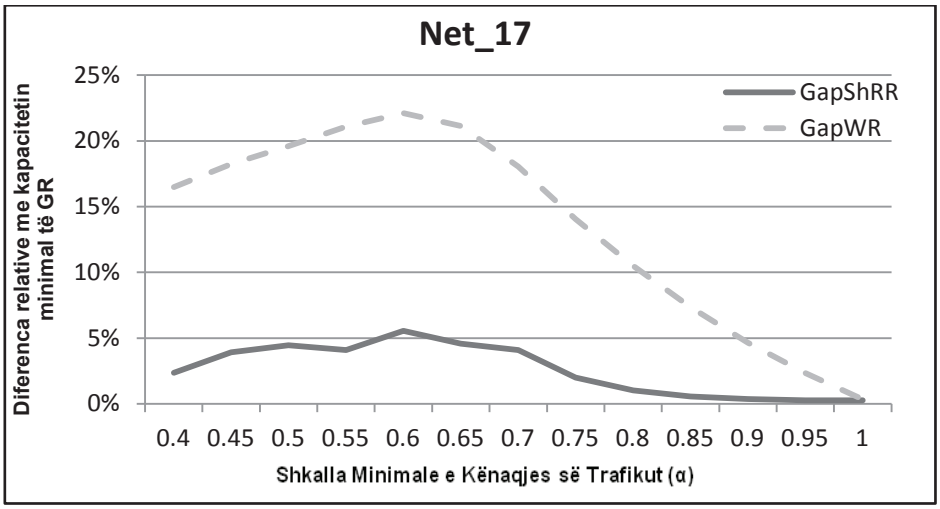


Figura 6.12 Diferenca relative për Net_17

Gjithashtu, theksojmë se diferenca ndërmjet dy kurbave (GapShRR dhe GapWR) është e konsiderueshme (afërsisht 10%) dhe qëndron në këtë nivel derisa arrihet një shkallë e lartë restaurimi prej 75%, pas të cilës fillon të bjerë, duke u bërë shumë e vogël (të paktën për dy raste) kur niveli i restaurimit arrin 100 %.

Megjithëse ka vend për pak zhgënjim, për sa i përket restaurimit të plotë, në testet tona diferenca ndërmjet kostos së dimensionimit së WR dhe ShRR arrinë 5% për rastin e Net_11. Gjithashtu vëmë re se për të dy shembujt e testuara më sipër kostoja e dimensionimit të WR dhe ShRR tenton drejt asaj të GR kur duam të arrijmë rezultat të plotë rekuperimi. Megjithatë, GapShRR është shumë e vogël për të gjitha nivelet e restaurimit, me një maksimium prej 5% për rrjetin Net_11.

Duke parë topologjitë e rrjetit të dhëne në figurën 5.1, vëmë në dukje se rrjetet me dendësi më të madhe (Net_11) ofrojnë shumë mundësi për rirrugëzim ose rrugëzim.

Kështu, GR funksionon më mirë se dy skemat e tjera ndërsa për rrjete *mesh* më pak të dendura (për shembull Net_12 dhe Net_17), të gjitha strategjitë kanë një kosto afërsisht të njëjtë për 95% dhe 100% të nivelit të restaurimit.

6.2 Rirrugëzimi Elastik (ERR)

Në këtë seksion, ne do të prezantojmë një strategji të re mbrojtjeje të quajtur rirrugëzimi elastik, i cili është një tip strategjie i dedikuar mbrojtjeje. Kjo strategji e re mbrojtjeje është një rrjedhë natyrale e strategjive të mbrojtjes dhe ShRR [16] . Ajo ngjan me ShRR sepse liron trafikun në rrugët e kërkesave jo të ndërprera në mënyrë që të rrisë gjerësinë e brezit të rrugëve jo të ndërprera të kërkesave të ndërprera, dhe ngjan me strategjinë e mbrojtjes sepse nuk bën dallim ndërmjet rrugëzimit dhe rirrugëzimit të rrugëve.

6.2.1 Shembull

Le të ilustrojmë se si kjo strategji funksionon duke përdorur një shembull.

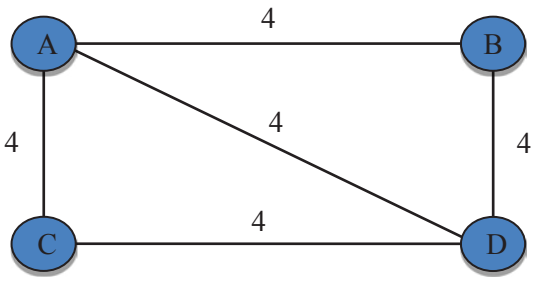


Figura 6.13 Rrjeti

Konsiderojmë një rrjet me 4 nyje A, B, C dhe D dhe 5 lidhje (A, B), (A, C), (A, D), (B, D) dhe (C, D) me të njëjtin kapacitet $C_e = 4$, dhe të njëjtën kosto unitare prej $\xi_e = 1$.

Janë 3 kërkesa për t'u kënaqur: (A, B) [blu], (B, C) [jeshile] dhe (A, D) [kuqe] me të njëjtin sasi të kërkesës prej 4 njësi.

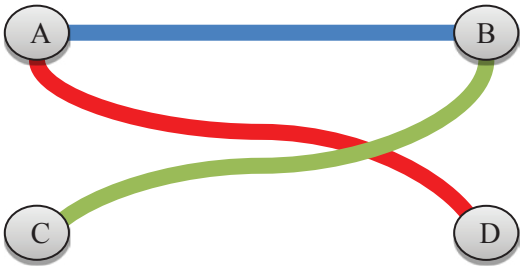


Figura 6.14 Kërkesat

Rrugëzimi nominal përshkruhet në figurën 6.15. Ndryshe nga strategjia ShRR, trafiku nominal është në gjendje të përballojë gjendjen nominale dhe të gjitha gjendjet e dështimit të rrjetit. Gjithsesi, vëmë re se rirrugëzimi elastik nuk është një strategji mbrojtje. Për shembull, në rastin e dështimit të lidhjes (A, D), kërkesa (A, D) mund të rrugëzohet nga rrugët [ACD] dhe [ABD] me një kapacitet të akumuluar prej 3 njësish, pavarësisht se volumi i trafikut të kërkuar nga kërkesa (A, D) është 4 njësi.

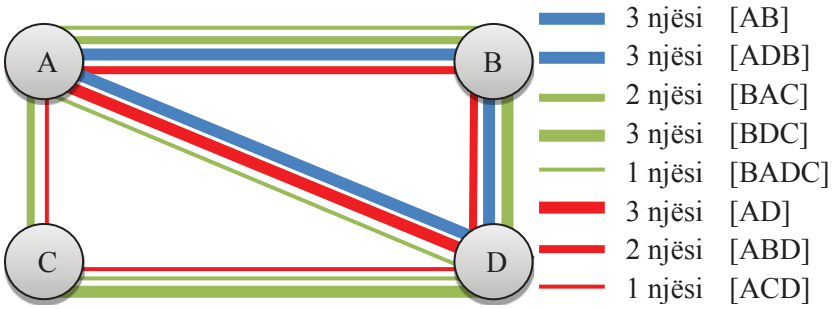


Figura 6.15 Rrugëzimi nominal për strategjinë ERR

Në figurën 6.16 dhe 6.17, marrim në konsideratë dështimin e lidhjes (C, D) dhe mund të shohim rrugëzimin e kërkesës para dhe pas restaurimit. Vëmë re se dështimi i lidhjes (C, D) ndërpret dy kërkesa, jeshilen dhe të kuqen. Duke u shqetësuar për kërkesën e kuqe, nuk është e nevojshme të rirrugëzohet kërkesa sepse dy rrugët e tjera (AD) dhe (ABD) janë të mjaftueshme për të rrugëzuar 100% të trafikut (ne vetëm duhet të kalojmë trafikun që kalon përmes rrugës [ACD] tek ai i rrugës tjetër). Gjithsesi, problemi është ndryshe për kërkesën jeshile.

Për të rivendosur trafikun jeshil në 100% të vlerës nominale, ne procedojmë si vijon: lirojmë një njësi të rrugës blu, [ADB] dhe [AB], si dhe rrisim gjerësinë e brezit të rrugës jeshile [BAC] me 100% (ose me 2 njësi).

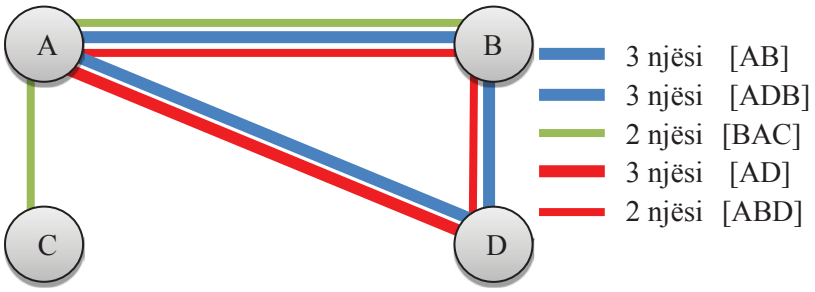


Figura 6.16 Rrugëzimi para restaurimit, në rastin e dështimit të lidhjes (C, D)

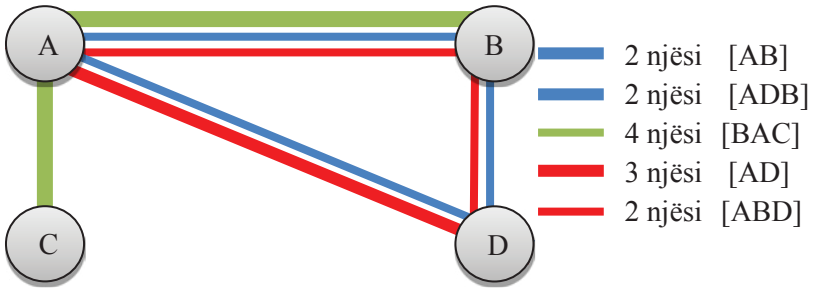


Figura 6.17 Rirrugëzimi pas restaurimit, në rastin e dështimit të lidhjes (C, D)

Në figurën 6.18 dhe 6.19, konsiderojmë dështimin e lidhjes (A, D).

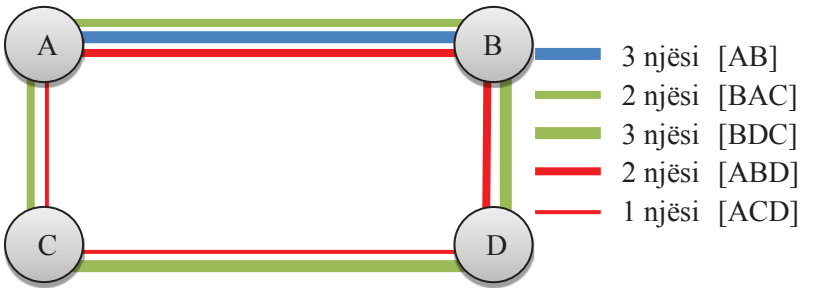


Figura 6.18 Rrugëzimi para restaurimit, në rastin e dështimit të lidhjes (A, D)

Ne vëmë re se trafiku i kuq dhe ai blu janë ndërprerë nga ky dështim. Gjithsesi, trafiku blu dhe i kuq mund të rrugëzohet vetëm duke rritur gjerësinë e brezit respektivisht në rrugën blu [AB] dhe atë të kuqe [ACD]) me një njësi.

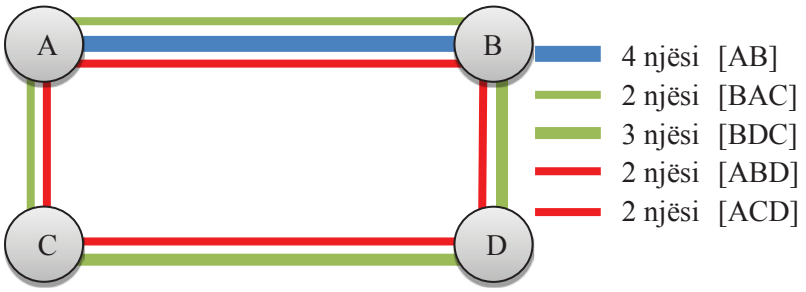


Figura 6.19 Rrugëzimi pas restaurimit, në rastin e dështimit të lidhjes (A, D)

Së fundmi, vëmë re se për disa dështime, rirrugëzimi i trafikut nuk është i nevojshëm sepse rrugët e mbetura lejojnë rivendosjen 100% të trafikut të humbur, ashtu sikurse për lidhjen e dështuar (A, C).

6.2.2 Formulimi matematikor

Strategjia ERR përdor të njëjtën bashkësi rrugësh si për rrugëzimin dhe për rirrugëzimin. Gjithsesi, ERR përdor rrugë elastike, më saktë: rrugë, gjerësia e brezit e të cilave ndryshon bazuar në gjendjen e rrjetit. Në të vërtetë, kërkesa e dëmtuar do të rivendoset vetëm duke rritur gjerësinë e brezit të rrugëve jo të ndërprera të kërkesave të ndërprera. Për këtë qëllim, ne qëllimisht lirojmë një pjesë të gjerësisë së brezit të rrugëve të kërkesave jo të ndërprera [16] .

Le të japim disa koncepte:

Një rrjet telekomunikacioni paraqitet nga një graf G = (V, E). Ai është i ndërtuar nga një bashkësi |v| = n ruterash dhe |E| = m lidhjesh. Gl = (V,A\{l}) shënojnë të njëjtin graf por me "l" të hequra (ku "l" i korrespondon situatave të dështimit të lidhjeve).

- Le të jetë ξ_e kostoja unitare e shoqëruar lidhjes e ϵ E.
- Le të jetë ψ_e kapaciteti i ndryshueshëm i shoqëruar lidhjes e ϵ E.
- Le të jetë D bashkësia e trafikut të kërkuar *d*. Çdo kërkesë është e përcaktuar nga një çift i nyjeve ekstreme, fundore dhe nga volumi i trafikut T_d jo negativ.
- Shënojmë me α koefiçentin e kënaqjes minimale të trafikut të kërkesave të restauruara të kërkuara nga manaxheri i rrjetit. Me fjalë të tjera α është sasia minimale të trafikut që duhet të rrugëzohet midis ekstremeve të kërkesës në çdo rast dështimi.
- Le të jetë *l* indeksi i dështimit të lidhjes (*l* është hyrje e problemit).

- Le të jetë *h* (*d*) bashkësia e rrugëve të grafit G ndërmjet ekstremiteteve të kërkesës *d*.
- Janë dhënë parametrat a^d, θ, σ: a^d jep nivelin minimal të kënaqjes së trafikut të kërkesave në gjendje dështimi për kërkesën *d*. σ dhe θ japin respektivisht koefiçientin e lejuar të kufizimit dhe zgjerimin e kapacitetit të trafikut nominal në situata dështimi. Le të jetë D'_l bashkësia e kërkesave të trafikut të ndërprerë nga dështimi i lidhjes *l*.

Të gjitha këto më sipër, janë parametra në formulimin e programit linear korrespondues. Variablat e zgjedhur janë si vijojnë:

- Le të jetë $x_{j,d}$ rrjedha e trafikut të rrugëzuar në rrugën *j* për kërkesën *d*, në gjendje nominale. Ne përdorim konceptin e ϵ j për të treguar se e i përket rrugëzimit të rrugës *j*.
- Le të jetë $w^l_{j,d}$, rrjedha e trafikut të shtuar në rrugën *j* për kërkesën *d*, në rast dështimi të lidhjes *l*. Ky operator merr në konsideratë vetëm kërkesat e ndërprera.
- Le të jetë $y^l_{j,d}$ rrjedha e trafikut të rezervuar për kërkesën *d* në rrugën *j* në gjendje nominale dhe të hequr në rastin e dështimit *l*. Kjo gjerësi brezi do të përdoret për restaurimin e nevojshëm të kërkesave të ndërprera.

Formulimi matematikor për problemin e shënuar $P_{ERR}(L)$ është si vijon [16]:

$$\min \sum_{e\in E} \xi_e \psi_e$$

$$(\pi_e^0) \qquad \psi_e - \sum_{j\in h^0(d), d\in D, e\in j} x_{j,d} \geq 0 \qquad e \in E \qquad (6.28)$$

$$(\mu_d^0) \qquad \sum_{j\in h^0(d)} x_{j,d} \geq T_d \qquad d \in D \qquad (6.29)$$

$$(\pi_e^l) \qquad \psi_e - \sum_{\substack{j\in h^0(d),\\ d\in D\setminus D'_l, e\in j}} (x_{j,d} - y^l_{j,d}) + \sum_{\substack{j\in h^0(d), l\notin j,\\ d\in D'_l, e\in j}} (x_{j,d} + w^l_{j,d}) \geq 0 \qquad e \in E, l \in E \qquad (6.30)$$

$$(\mu_d^l) \qquad \sum_{j\in h^0(d), l\notin j} (x_{j,d} + w^l_{j,d}) \geq \alpha T_d \qquad d \in D'_l, l \in L \qquad (6.31)$$

$$(\mu_d^l) \qquad \sum_{j\in h^0(d)} (x_{j,d} - y^l_{j,d}) \geq \alpha T_d \qquad d \in D\setminus D'_l, l \in L \qquad (6.32)$$

$$\theta * x_{j,d} - w^l_{j,d} \geq 0 \qquad d \in D'_l, j \in h^0(d), l \in E \qquad (6.33)$$

$$\sigma * x_{j,d} - y^l_{j,d} \geq 0 \qquad d \in D\setminus D'_l, j \in h^0(d), l \in E \qquad (6.34)$$

$$x_{j,d}, w^l_{j,d}, y^l_{j,d}, \psi_e \geq 0 \qquad d \in D, j \in h^0(d), l \in E \qquad (6.35)$$

Kufizimet apo mosbarazimet (6.28), (6.30) shprehin përkatësisht kufizimet e kapacitetit në gjendjen nominale dhe të dështuar. Kufizimet (6.29) sigurojnë kënaqjen e trafikut në gjendjen nominale dhe kufizimet (6.31), (6.32) sigurojnë shkallën më të vogël të kënaqjes së trafikut të kërkesave përkatësisht të ndërprera dhe jo të ndërprera e cila në çdo gjendje dështimi lidhjeje është e barabartë me α. Kufizimet (6.34) garantojnë që, zvogëlimi i trafikut mbi rrugët e kërkesave jo të ndërprera, me më shumë se trafiku nominal korrespondues, nuk është i lejuar. Përfundimisht jo negativiteti i variablave shprehet nga kufizimet (6.35) dhe variablat dual $(\pi_e^0, \mu_d^0, \pi_e^l, \mu_d^l)$ janë dhënë në termat e anës së majtë.

Problemi (6.28) - (6.35) mund të zgjidhet duke përdorur metodën e gjenerimit të kolonës, ku kolona e re përfaqëson rrugët e mundshme si për rrugëzimin dhe rirrugëzimin.

6.2.3 Algoritmi dhe rezultatet kompjuterike

Qëllimi i këtij studimi është të vlerësojë koston shtesë shkaktuar nga strategjia ERR, duke krahasuar rezultatet e saj me disa strategji të tjera rirrugëzimi.

6.2.3.1 Algoritmi

Algoritmi është si vijon :

Algoritmi 6.2: *Llogaritja e shkallës më të vogël së kënaqjes së trafikut të kërkesave (ERR)*

Hyrja: *Një rrjet N=(V,E,C), një bashkësi kërkesash* $d \in D$, *një nënbashkësi* α_l $l \in L$ në α

Dalja: *kostoja minimale e rrjetit*

(I) Inicializimi: (|L|+1**)**

Fillo me një nënbashkësi rrugëzimi rrugësh të realizueshme

(II) Update: *zgjidh problemin* $P_{ERR}(L)$

For *secilin dështim* $l \in E$ **do**

Gjej kërkesat e ndërprera (bashkësinë D_l'*)*

For *secilën kërkesë* $d \in D_l$ **do**

if *d është e ndërprerë* $(d \in D_l')$ **do:**

Gjej kolonat $y_{j,d}^{l}$ *dhe hiqi ato*

else

Gjej kolonat $w_{j,d}^{l}$ *dhe hiqi ato*

end if

end for

end for

for *secilin dështim* $l \in E$ **do**

for *secilën kërkesë jo të ndërprerë* $d \in D \backslash D_l'$ **do**

Paraqit variablat e rinj $y_{j,d}^{l}$

Shto kufizimet (6.34)

end for

for *secilën kërkesë të ndërprerë* $d \in Dl'$ ***do***

Paraqit variablat e rinj $w_{j,d}^{l}$

Shto kufizimet (6.33)

end for

(III) Laku kryesor:

While *ekzistojnë disa rrugëzime dhe rrugë* $x_{j,d}$ *me kosto të reduktuar negative* **do**

Gjenero rrugëzimet e rrugëve ($x_{j,d}^{l}$), ($j \in h^{l}(d)$)

For *secilin dështim* $l \in E$ **do**

For *secilën kërkesë të ndërprerë* $d \in D_l'$ **do**

Gjenero $x_{j,d}^{l}$

end for

end for

Gjenero rrugëzimet e rrugëve ($x_{j,d}$), ($j \in h^{0}(d)$))

Shko në hapin (II)

End while

(IV) END:

Vlera e koeficientit α është kënaqja minimale e trafikut të kërkesave bashkangjitur ekzekutimit në proces.

Algoritmi do të konvergjojë në një zgjidhje optimale lokale (në këtë fazë ne nuk mund të garantojmë optimizimin e zgjidhjes të llogaritur). Duke u shqetësuar për problemin e gjenerimit të rrugëve elementare ne sillemi përreth tij duke përdorur një bashkësi të paracaktuar të rrugëve, duke përfshirë të gjitha rrugët elementare. Prandaj, ne nuk e kemi të nevojshme të kryejmë gjenerim rrugësh, dhe as të shqetësohemi rreth kërkesës që rrugët të jenë elementare.

6.2.3.2 Rezultatet numerike

Këtu do të japim disa rezultate kompjuterike për sa i përket problemit të dimensionimit të prezantuar më sipër. Katër rrjetet e padrejtuar të përdorur në testet tona janë përshkruar në tabelën 5.1.

Le të shënojmë me *SummERR* (respektivisht *SumWR* dhe *SumGR*) vlerën optimale të funksionit objektiv për problemin e dimensionimit të lidhur me rirrugëzimin elastik (respektivisht me rirrugëzimin fundor me lëshim kapacitetesh dhe rirrugëzimin global). **GapERR** (respektivisht **GapWR**) jep diferencën relative ndërmjet *SumShRR* (respektivisht *SumWR*) dhe *SumGR*.

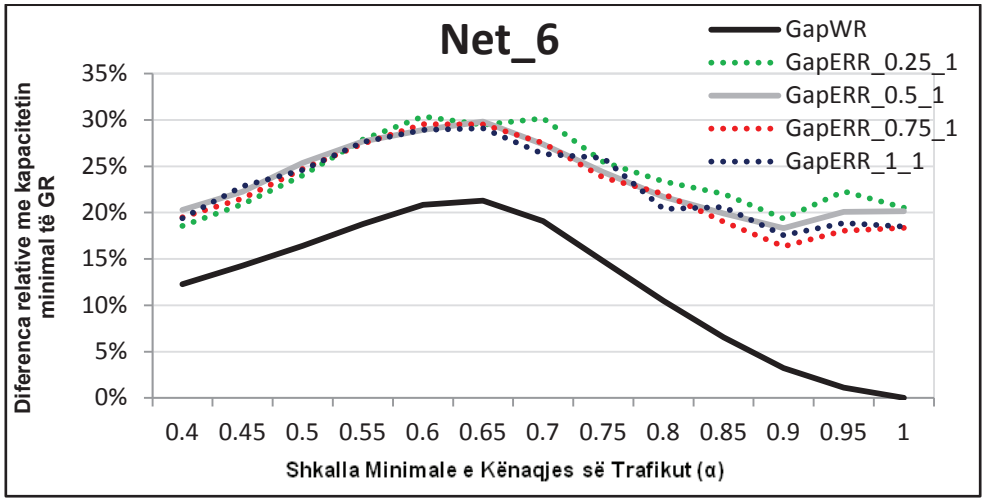


Figura 6.20 Diferenca relative për Net_6 (studimi i σ)

Në figurat (6.20) - (6.22) paraqesim **GapERR** dhe **GapWR** si funksion të shkallës minimale të kënaqjes së trafikut për gjendjet e dështimit (α), për të gjithë rrjetet. Ne marrim në konsideratë 13 rrjete, me një shkallë minimale të kënaqjes së trafikut që varion nga 40% në 100%.

Vëmë re se në këto seri testesh, rrugëzimet e rrugëve janë kërkuar të jenë elementare. Ne kërkojmë që për çdo strategji të testuar, kostoja e llogaritur e dimensionimit të sigurojë rrugëzimin e të gjithë trafikut të kërkesave në gjendjen e dështimit dhe të garantojë një nivel restaurimi (α) për të gjithë gjendjet e dështimit.

Bazuar në figurat 6.20 dhe 6.21, shohim se strategjia ERR është shumë afër për vlera të ndryshme të parametrit σ. Gjithsesi, parametri θ ka një ndikim të madh në sjelljen e strategjisë.

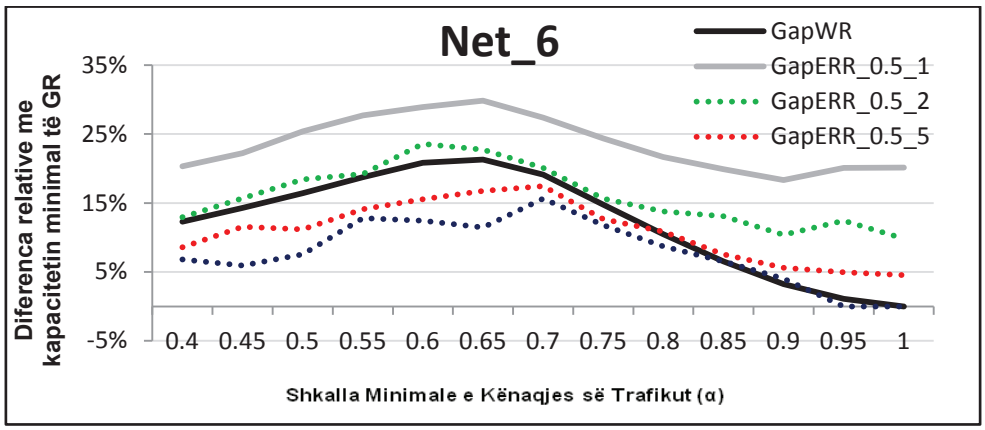


Figura 6.21 Diferenca relative për Net_6 (studimi i θ)

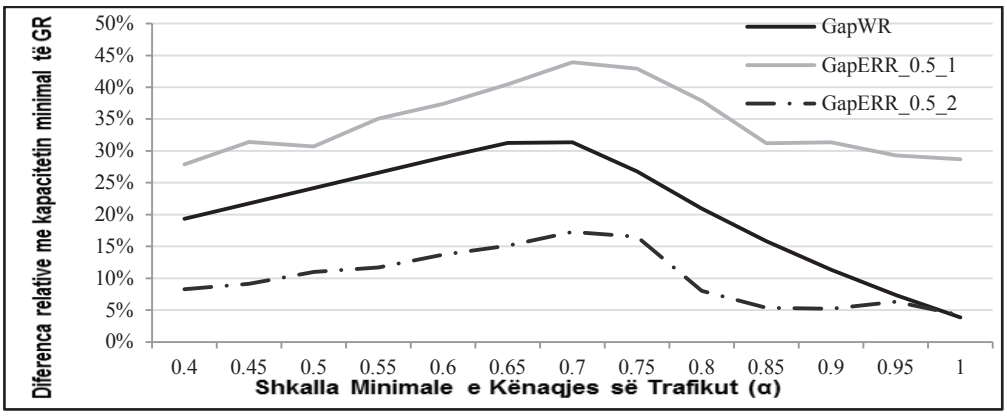


Figura 6.22 Diferenca relative për Net_14

Diferenca ndërmjet $ERR_{\theta=0}$ dhe $ERR_{\theta=1}$ arrin 20% për α = 1. Vëmë re se σ = 1 dhe θ = +∞ na çojnë tek rirrugëzimi global. Për rezultatet e mëposhtme kompjuterike, ne do

të kufizojmë zvogëlimin e gjerësisë së brezit në 50% ($\sigma = 1$) dhe rritjen në 100 % ($\theta = 0$) dhe 200% ($\theta = 1$). Vëmë re se kostoja e rrjetit, duke përdorur strategjinë ERR me $\theta = 2$, është gjithmonë më e ulët se kur përdorim strategjinë e rirrugëzimit fundor me lëshim kapacitetesh, me një maksimum ndryshimi prej 7% për $\alpha = 0.7$.

Madje, vlera e parametrit θ ka një impakt të madh në zgjidhje. Diferenca ndërmjet dy kurbave të ERR ($\theta = 1$ dhe $\theta = 2$) arrin një minimum prej 5% për $\alpha = 0.4$, dhe një maksimum prej 10% për $\alpha = 0.7$.

KAPITULLI 7
PËRSHTATJA NË RRJETET MPLS

Hyrje

Qëllimi i këtij seksioni është të shpjegojë se si të dhënat rrugëzohen në të tilla rrjetaMPLS dhe të arrijmë të kuptojmë se përse këto të fundit janë kaq shumë te përdorura në zbatime që kërkojnë një balancim më të mirë të trafikut si dhe restaurim të shpejtë të tij në rast dëmtimesh. Ne nuk do të sqarojmë MPLS - të në detaje por vetëm karakteristikat kryesore si: koka e protokollit MPLS, etiketat, ndërrimi i etiketave, metoda e shpërndarjes së etiketave, ndërrimin e rrugëve në bazë të etiketave (LSP-të), etj (shih [17], [18]). Protokolli i rezervimit të burimeve, së bashku me protokollin e shpërndarjes së etiketave do të diskutohen gjithashtu duke qënë se këto dy protokolle janë baza e rrugëzimit të kërkesave në këto rrjete. Këto koncepte do t'i përdorim në kapitullin pasardhës për të përshtatur tabelat e rrugëzimit dhe të rirrugëzimit të MPLS-së sipas metodës së propozuar nga ne.

7.1 Multi Protocol Label Switching

MPLS (*multi protocol label switching*) është një mekanizëm në rrjetet e telekomunikacioneve i cili kombinon konceptet e rrugëzimit IP të shtresës së 3 - të dhe mekanizmat e kalimit (switching) të shtresës së 2 - të ndërsa zbatohet në ATM apo Frame Relay. Pra, MPLS është një teknologji e avancuar që përdor përfshirjen e shërbimeve midis shtresës 2 - të (shtresa e lidhjes së të dhënave *data link)* dhe shtresës 3 - të (shtresa e rrjetit), e cila mundëson kontrollin e rrjedhës së trafikut në rrjet; quhet Multi Protocol për shkak se ajo mund të përdoret nga protokolle të shumta të shtresës së 3 - të. MPLS - ja është ndërtuar nga IETF për të mundësuar një arkitekturë të re rrugëzimi dhe për të lehtësuar komunikimin e shpejtë dhe të shkallëzuar në Internet si dhe për të fituar shpërndarje të besueshme mes lidhjeve të ndryshme

Në thelb, MPLS - ja është një teknikë bashkëkohore e cila përshpejton kalimin e të dhënave në rrjete. Në MPLS paketat përdoren për përshpejtimin e transferimit të të dhënave; si fillim këto paketa mbështillen nga etiketa të caktuara në pika hyrjeje të rrjetit MPLS dhe pastaj paketat transferohen shpejt në rrjet nëpërmjet të ashtuquajturave rrugëve të ndërtuara në bazë të etiketave.

7.1.1 Koka e protokollit dhe etiketa MPLS

Koka e protokollit MPLS është 32 bit në gjatësi. Është i futur në mes të kokave të protokolleve të shtresës 2 - të (shtresës së data linkut) dhe shtresës së 3 - të (shtresës së rrjetit). Ajo i caktohet çdo pakete në ruterat në hyrje të MPLS - së. Çdo pakete në hyrje i caktohet një kokë protokolli. Paraqitja e një koke protokolli MPLS është përshkruar në figurën 7.1.

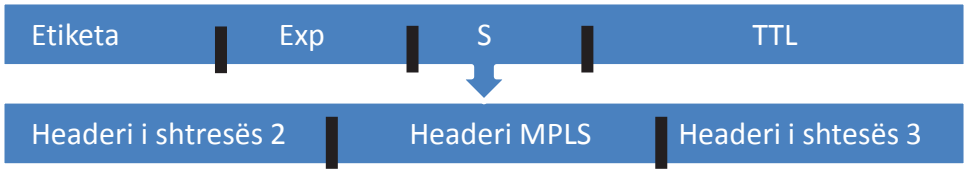


Figura 7.1 Paraqitja e një koke protokolli MPLS -je

7.1.2 Arkitektura e rrjetit MPLS

Arkitektura e rrjetit MPLS është një kombinim i ruterave MPLS të lidhur përmes topologjisë rrjetë (mesh). Arkitektura MPLS përbëhet nga dy komponentë dhe dy plane:

• Komponenti i përcjelljes

• Komponenti i kontrollit

• Plani i kontrollit

• Plani i të dhënave

7.1.2.1 Komponenti i përcjelljes

Ky komponent vetëm përcjell paketat e të dhënave duke tërhequr informacionin e duhur të etiketës nga një bazë të dhënash të mbajtur nga *Label Switched Router* (LSR).

7.1.2.2 Komponenti i kontrollit

Komponentët e kontrollit krijojnë dhe mirëmbajnë informacionin e etiketave që mundëson transferimin e informacionit midis grupeve të etiketave të duhura. Në MPLS, transmetimi i të dhënave ndodh në *Label Switched Paths* (LSPs). Duke përdorur *Resource Reservation Protocol* (RSVP) dhe *Label Distribution Protocol* (LDP) etiketat shkëmbehen midis ruterave.

7.1.2.3 Plani i kontrollit

Kryen funksione që lidhen me identifikimin e arritjes së destinacioneve të prefikseve. Prandaj, plani i kontrollit përmban të gjithë informacionin e rrugëzimit të shtresës së 3 - të ashtu edhe të proceseve në të, për të shkëmbyer informacionin e ardhur për një prefiks të caktuar të shtresës së 3- të. Plani i kontrollit shkëmben informata ndërmjet pajisjeve të afërta nëpërmjet protokolleve të ndryshme të tilla si *Open Shortest Path First* (OSPF), *External Interior Gateway Protocol* (EIGRP), *Interior Gateway Protoc*ol (IGRP) dhe BGP. Informacioni i etiketave shkëmbehet në planin e kontrollit gjithashtu edhe nëpërmjet protokolleve të dedikuar për shkëmbimin e etiketave (dmth., RSVP, *Label Distribution Protocol* (LDP) and *Tag Distribution Protocol* TDP).

7.1.2.4 Plani i të dhënave

Plani i të dhënave i përcjell paketat në bazë të etiketave të tyre. Paketat rirrugëzohen përmes inspektimeve që i bëhen etiketave dhe kërkimit në tabelën Forwarding Information Base (FIB). Tabela e FIB është krijuar dhe mirëmbahet përmes LDP and TDP si dhe kryen funksione që lidhen me përcjelljen e paketave të të dhënave.Këto paketa mund të jenë ose paketa IP të shtresës së 3-të ose paketa IP të etiketuara. Informacioni në planin e të dhënave, sic janë vlerat e etiketave, ka rrjedhur nga plani i kontrollit. Shkëmbimi i informacionit ndërmjet ruterave fqinjë krijon lidhjen midis prefikseve të destinacioneve IP me etiketat në planin e të dhënave, që përdoret për të përcjellë paketat e etiketuara në planin e të dhënave. Figura 7.2 paraqet planin e kontrollit dhe planin e të dhënave.

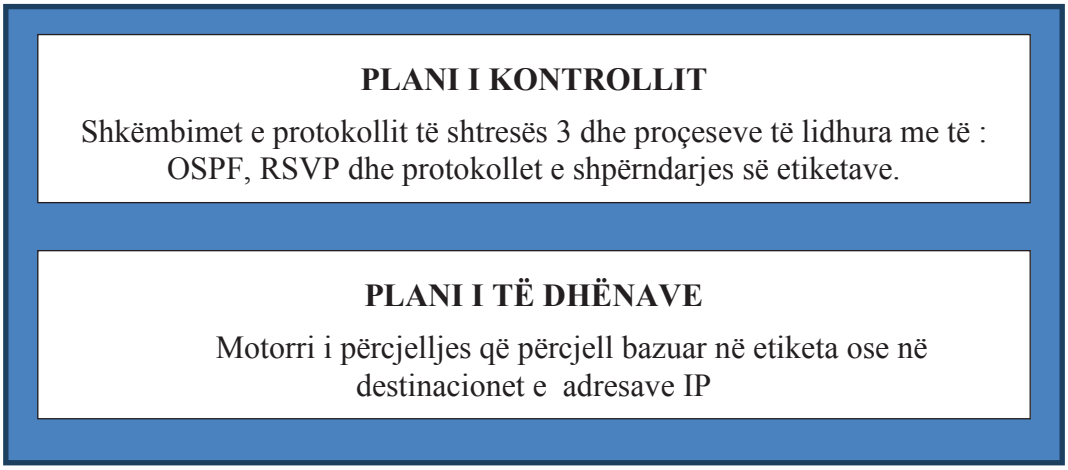


Figura 7.2 Plani i kontrollit dhe plani i të dhënave

7.1.3 Elementët përbërës të rrjetit MPLS

Katër elementët esencialë të një rrjeti MPLS janë:

- Ruteri i ndërrimit etiketave, (*Label Switched Router*, LSR) është një pajisje e cila shtrihet diku në mes të rrjetit MPLS. Përgjegjësia e saj është për të ndërruar etiketat dhe për të transmetuar paketat. Shpesh njihet si një ruter transmetues. Kur LSR - ja merr një paketë, ajo lexon kokën e paketës dhe përdor etiketën e përfshirë në të për të përcaktuar kalimin tjetër. Heq etiketën e vjetër nga koka e paketës, i bashkangjit një etiketë të re dhe rrugëzon paketën.
- Ruteri kufi i etiketës, (*Label Edge Router*, LER) është vendosur në kufi të një rrjeti MPLS. Në hyrje, ajo merr datagramë IP, përcakton etiketat e duhura për t'ia bashkangjitur, etiketon paketat dhe pastaj i përcjell paketat e etiketuara drejt kalimit të ardhshëm në rrjetin MPLS. Nëse një paketë është e destinuar për të dalë jashtë rrjetit MPLS, LER zhvesh etiketat dhe i përcjell paketat IP duke përdorur teknikat tradicionale të rrugëzimit. Këta dy rutera ndodhen si në rrjetin e mëposhtëm të figures 7.3.

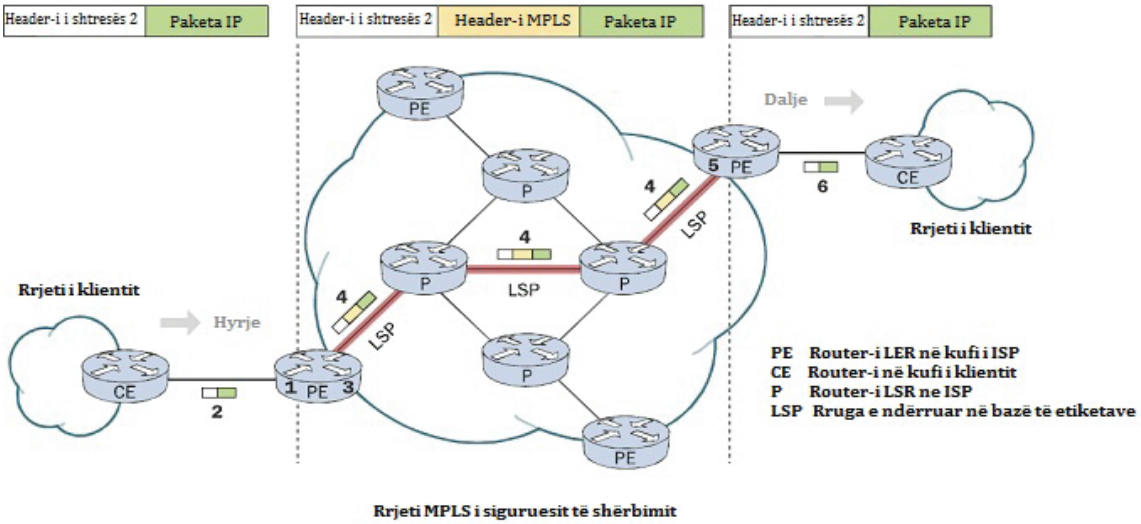


Figura 7.3 Elementët përbërës të një rrjeti MPLS

- Rruga e ndërrimit të etiketës (*Label Switch Path*, LSP) është një rrugë nga LER në hyrje drejt një LER në dalje. Me pak fjalë, një LSP krijon një teknologji të lidhjes së orientuar sepse rruga është e krijuar në bazë të përparësisë së rrjedhës së të dhënave. LSP përshkruan rrugën për një *Forwarding Equivalence Class* (FEC) që përfshin një grup të LSR-ve që një paketë duhet të kalojë në mënyrë të njëpasnjëshme që të arrijë në destinacion.

Figura 7.4 ilustron rrjedhën nga LER në hyrje, LSP që kalon tranzit në tre LSR dhe LER në dalje.

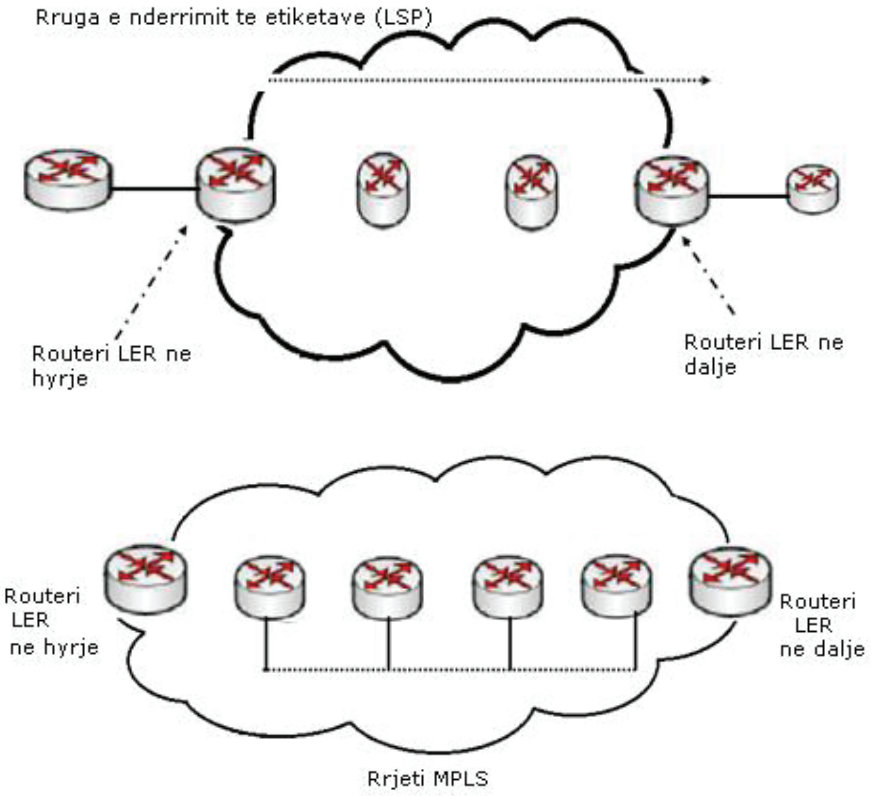


Figura 7.4 LSP në një rrjet MPLS

- Klasa ekuivalente e përcjelljes (*Forwarding equivalence class*, FEC). Paketat që kanë të njëjtat karakteristika trafiku dhe kërkesa prioriteti bëjnë pjesë në të njëjtën FEC. LER ia cakton FEC paketës vetëm një herë, kur paketa hyn në rrjetin MPLS. Paketat që kanë të njëjtën FEC ridrejtohen në të njëjtën rrugë, në të njëjtën mënyrë. Para ridrejtimit, FEC - i specifik i paketës është i koduar brenda etiketës dhe futet brenda në paketë. Për aq kohë sa paketa mbetet në të njëjtën fushë MPLS, nuk do të ketë përpunim shtesë të asaj pakete. Por, në mënyrë që të vendosë për kalimin tjetër, LSR përdor etiketën dhe njeh indeksin e FEC në tabelën e tij. Kur paketa ridrejohet në kalimin tjetër etiketa e vjetër hiqet dhe një etiketë e re i bashkangjitet kësaj pakete, sepse në disa raste paketat që i përkasin të njëjtit FEC nuk mund të kenë të njëjtën etiketë por mund të kenë etiketa të ndryshme.

7.1.4 Protokolli i shpërndarjes së etiketave

MPLS është shumë i varur nga shpërndarja efikase e etiketave. Në mënyrë që MPLS të punojnë në mënyrë efikase, mekanizmi i shpërndarjes së etiketave duhet të jetë edhe i efektshëm edhe i besueshëm. LSR-të janë përgjegjëse për rrugëzimin e trafikut me ndihmën e këtyre etiketave. Etiketat zakonisht shkëmbehen ndërmjet LSR-ve përmes përdorimit të protokolleve ekzistuese të rrugëzimit. MPLS - ja mbështet metoda të shumta për krijimin dhe shpërndarjen e etiketave si për shembull të krijojë lidhjen e informacionit midis shtresës së 3 - të dhe shtresës së 2 - të duke krijuar kështu LSP - të. MPLS përdor kryesisht tri metoda:

• Metoda e bazuar në topologji

•Metoda e bazuar në kërkesë

• Metoda e bazuar në trafik

Protokolli i shpërndarjes së etiketave (LDP) është një protokoll i rëndësishëm në brendësi të arkitekturës MPLS, e cila kryen shpërndarjen e etiketave, ndihmon LSR - të të shkëmbejnë informacionin e etiketave dhe u mundëson atyre krijimin e LSP ve të e duhura në mënyrë që të përcjellin trafikun e rrjetit.

7.1.4.1 Funksionet kryesore të LDP-së

LDP ka katër funksione kryesore:

a) *Zbulimi i fqinjëve:* Ashtu si shumica e protokolleve të tjera të rrjetit, LDP ka konceptin e fqinjëve. LDP njeh dy lloje të ndryshme fqinjësh:

• Fqinjët të lidhur direkt - Këto fqinjë kanë një lidhje të shtresës së 2 - të midis tyre. Pra, ruterat që janë të lidhur nga çfarëdo lidhje të shtresës së 2 - të. Gjithashtu, fqinjët të lidhur me një lidhje logjike janë konsideruar gjithashtu të lidhur direkt. E përbashkëta bazë e këtyre lidhjeve është fakti se fqinji është një kalim IP - je larg.

• Fqinjët të lidhur jo - drejtpërdrejtë - Këta fqinjë nuk kanë një lidhje të shtresës së 2 - të midis tyre. Më e rëndësishmja është që këta fqinjë janë disa kalime IP larg njëri-tjetrit. Ruterat që janë të lidhur me njëri-tjetrin nëpërmjet tuneleve të inxhinierisë së trafikut MPLS dhe që kanë LDP të mundësuar në to konsiderohen të lidhur jo-drejtëpërdrejtë.

Formati i paketës " Hello" që dërgohet për të zbuluar fqinjët e lidhur direkt është treguar në Figurën 7.5.

<table>
<tr><td>0</td><td colspan="2">Hello (0x0100)</td><td>Gjatësia e mesazhit</td></tr>
<tr><td colspan="4">ID e mesazhit</td></tr>
<tr><td colspan="4">Parametrat e zakonshëm TLV Hello</td></tr>
<tr><td colspan="4">Parametra opsional</td></tr>
</table>

Figura 7.5 Formati i mesazhit Hello të LDP-së

Siç tregohet në figurën 7.5, mesazhi "Hello" përmban parametrat e zakonshëm "Hello" të tipit TLV. Kjo TLV përmban informacion në lidhje me llojin e sesionit LDP që LSR dëshiron të krijojë.

Figura 7.6 tregon formatin e parametrave të zakonshëm TLV hello.

<table>
<tr><td>0</td><td>0</td><td>Parametrat e zakonshëm Hello (0x0400)</td><td colspan="3">Gjatësia</td></tr>
<tr><td colspan="3">Koha e pritjes</td><td>T</td><td>R</td><td>E rezervuar</td></tr>
<tr><td colspan="4">Adresa e transportit IPV4 (0x401)</td><td colspan="2">Gjatësia (0x0004)</td></tr>
<tr><td colspan="6">Adresa e transportit IPV4</td></tr>
</table>

Figura 7.6 Formati i parametrave të zakonshëm TLV "Hello"

Koha e pritjes si standart, midis dy paketave "Hello" në sesionet e lidhura direkt është 5 sekonda.

b) *Krijimi dhe mirëmbajtja e rrugës:*

Pas zbulimit të fqinjëve LDP të mundëshme mund të fillojë krijimi i sesionit LDP. Krijimi i sesionit LDP është një proçedurë dy-hapëshe :

1. Përcaktimi se kush luan rolin aktiv dhe kush luan rolin pasiv në këtë krijim sesioni.
2. Inicializimi i parametrave të sesionit.

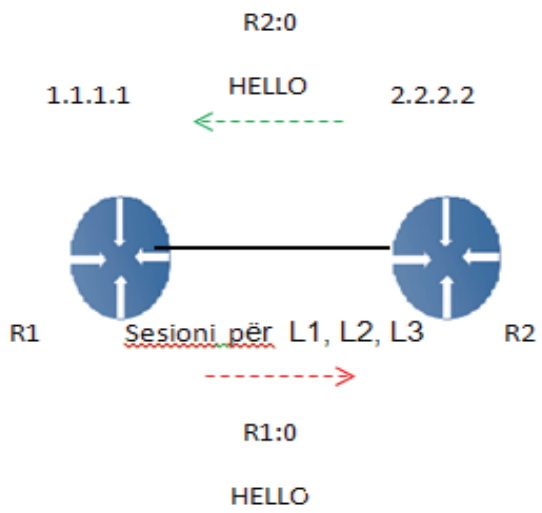


Figura 7.7 Krijimi i sesionit LDP

Rolet aktive apo pasive përcaktohen duke krahasuar adresën e transportit në paketën "Hello". Nëse marrësi përcakton se është ai që duhet të jetë aktiv, ai fillon një seancë TCP. Nëse jo, ai pret për dërguesin ta fillojë atë.

Siç shihet në figurën 7.7, ruteri R1 merr "Hello" R2:0 në lidhjen L1. R1 krahason adresën e tij të transportit, 1.1.1.1, me atë të R2, 2.2.2.2. Për shkak se adresa e transportit të R2 është më e madhe numerikisht, R1 luan rolin pasiv dhe pret R2 për të krijuar lidhjen TCP.

Pasi sesioni TCP është krijuar, LSR - të negociojnë parametrat e sesionit nëpërmjet mesazheve të inicializimit LDP. Mesazhet e fillimit shkëmbehen midis dy fqinjëve për të përcaktuar parametrat që do të përdoren për një sesion.

0	**Inicializimi (0x0200)**	**Gjatësia e mesazhit**
ID e mesazhit		
Parametrat e zakonshëm të sesionit TLV		
Parametra opsional		

Figura 7.8 Formati i mesazhit të inicializimit

Pasi është krijuar, sesioni mirëmbahet duke dërguar mesazhe zbulimi UDP - je "Hello" dhe "Keepalive" në mënyrë periodike në një sesion TCP.

Pasi lidhja midis fqinjëve është krijuar, mesazhe "Keepalive" dërgohen ndërmjet tyre. Figura 7.9 tregon formatin për mesazhet "Keepalive".

0	**Keepalive (0x0201)**	**Gjatësia e mesazhit**
ID e mesazhit		
Parametra opsional		

Figura 7.9 Formati i mesazhit "Keepalive" LDP

c) Reklamimi i etiketave

Sapo LSR të kanë krijuar një marrëdhënie fqinjësore LDP, ato fillojnë të reklamojnë etiketa ndaj njëri-tjetrit. Shtatë lloje mesazhesh të ndryshme LDP përfshihen në reklamimin e etiketave:

- Adresa
- Tërheqja e adresës
- Kërkesë për etiketë
- Lidhja e etiketave
- Tërheqja e etiketave
- Lëshimi i etiketës
- Anulimi i kërkesës për etiketë

Mesazhi i adresës

Dërgohet nga një LSR drejt fqinjëve si një reklamim të adresave të ndërfaqeve të nyjes. Një LSR dërgon mesazhet e adresave për të reklamuar adresat e ndërfaqeve në të cilat është i gjindshëm. Mesazhet e adresave nuk janë mesazhe reklamimi etiketash LDP. Mesazhet e adresave janë gjithashtu një formë reklamimi dhe në këtë mënyrë përfshihen këtu. Mesazhi i adresës është bashkuesi që krijon një lidhje ndërmjet një hapësire e etikete dhe hop - it të rradhës. Pa atë, LSR - ja nuk e di se cilën ID LDP të dëgjojë, në qoftë se dëshiron të dërgojë një paketë drejt hop-i të rradhës të caktuar.

Mesazhi i tërheqjes së adresës

Mesazhi i adresës dhe mesazhi i tërheqjes së adresës kanë një format të ngjashëm. Dërgohet nga një LSR drejt fqinjëve të tij si një tërheqje të adresave të ndërfaqeve të tij të reklamuara më parë.

Mesazhi i kërkesës për etiketë

Është paraqitur në figurën 7.10. Dërgohet nga një LSR drejt fqinjëve të tij për të kërkuar një etiketë për një FEC të caktuar. Kur LSR - të veprojnë në mënyrën e ruajtjes konservatore dhe në shpërndarjen e kërkuar *downstream* (DoD), LSR - ja *upstream* kërkon një etiketë nga LSR - ja *downstream*. Kjo kërkesë dërgohet si mesazh kërkese për etiketë.

0	Kërkesa për etiketë (0x0400)	Gjatësia e mesazhit
ID e mesazhit		
FEC TLV		
Parametra opsional		

Figura 7.10 Formati i mesazhit të kërkesës për etiketë

FEC TLV përmban prefiksin për të cilin po kërkohet një etiketë.

Mesazhi i lidhjes së etiketave. Etiketat shpërndahen duke përdorur mesazhin e lidhjes së etiketave. Kjo përdoret edhe për mënyrën e shpërndarjes së kërkuar *downstream* DoD edhe për mënyrën shpërndarjes së pa kërkuar *downstream.*

0	Lidhja e etiketave (0x0400)	Gjatësia e mesazhit
ID e mesazhit		
FEC TLV		
Etiketa TLV		
Parametra opsional		

Figura 7.11 Formati i mesazhit të lidhjes së etiketave

Mesazhi i tërheqjes së etiketave

Dërgohet nga një LSR drejt fqinjëve të tij në mënyrë që ata të ndalojnë përdorimin e etiketave të mëparshme të reklamuara për FEC të caktuar. Si rezultat i këtij mesazhi, etiketa për një FEC të caktuar hiqet. Një LSR dërgon mesazhin e tërheqjes së etiketës kur dëshiron të tërheqë etiketën e mëparshme që dërgoi. Pas marrjes së mesazhit të tërheqjes së etiketës, një LSR duhet të ndalojë përdorimin e etiketës dhe duhet të përgjigjet me një mesazh të lëshimit të etiketës atij LSR - je që dërgoi mesazhin e tërheqjes së etiketës

Mesazhi i lëshimit të etiketës

Kjo është identike me mesazhin e tërheqjes së etiketës në format, përveç fushës së lëshimit të etiketës (0x0403). Një mesazh lëshimi etikete konfirmon lëshimin e etiketës që iu tregua në mesazhin e tërheqjes së etiketës. Përdoret gjithashtu në mënyrën e ruajtjes konservatore, për të sinjalizuar që LSR - ja upstream nuk do ta përdorë më këtë etiketë, ndoshta për shkak se hop - i i saj i rradhës ka ndryshuar. Në qoftë se Etiketa TLV është prezente dhe përmban etiketa, mesazhi konfirmon tërheqjen e vetëm atyre etiketave. Në qoftë se Etiketa TLV është bosh, të gjitha etiketat që i korrespondojnë FEC-eve konfirmohen të tërhequra.

Mesazhi i anullimit të kërkesës për etiketë

Përdoret për të anulluar një mesazh kërkese për etiketë të dërguar më parë. Anullimi i kërkesës për etiketë, siç sugjeron edhe emri, anullon ndonjë kërkesë të bërë më herët.

Kur një LSR duhet të informojë fqinjët e tij për një problem, përdor një mesazh njoftimi. Njoftimet mund të jenë:

- Njoftime gabimesh
- Njoftime këshillimore

Njoftimet e gabimeve përdoren kur LSR - ja ka hasur një gabim fatal dhe nuk mund të shërohet prej tij. Kjo rezulton në prishjen e sesionit LDP. Për të njëjtën arsye, LSR -të që marrin njoftimin hedhin poshtë të gjitha etiketat që lidhen me sesionin. Njoftimet këshilluese përdoren si një paralajmërim. LSR - ja mund të shërohet nga probleme të tilla.

7.2 Ndërrimi Etiketës

Kur një paketë hyn në një rrjet MPLS (1), bazuar në FEC (klasa ekuivalente e tejçimit), nyja e hyrjes lexon tabelën e tij të switching (2), vendos një etiketë (label) në këtë paketë (3), dhe e tejçon atë në LSR - në vijuese (4), si në figurën 7.12 më poshtë.

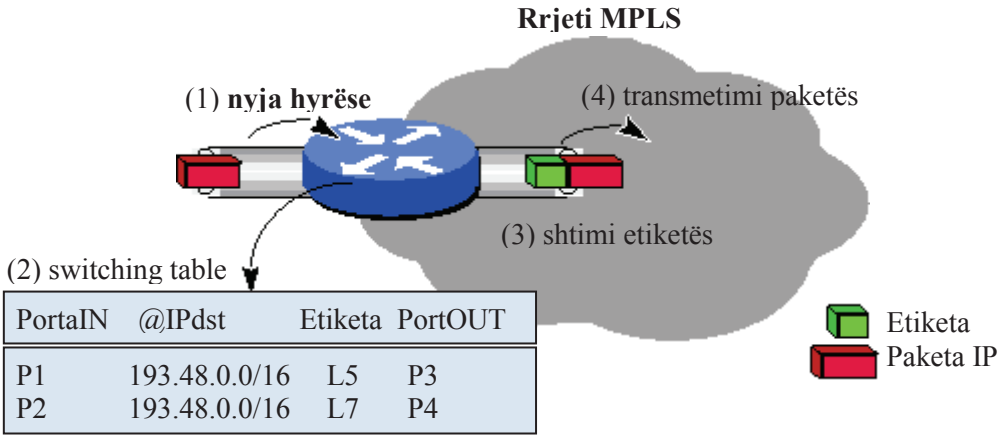


Figura 7.12 Nyja hyrëse në rrjetin MPLS

Kur paketa arrin në LSR - në brenda rrjetit MPLS (1), si në figurën 7.13, protokolli i rrugëzimit që vepron në këtë nyjë gjen, në bazën e tij të të dhënave (Label Base Information), etiketën vijuese që duhet të vendoset në këtë paketë në mënyrë që ta dërgojë në destinacionin e saj (2). LSR - ja rifreskon kokën e protokollit MPLS të kësaj pakete (ndërron etiketën, rifreskon fushën TTL...) (3) dhe e dërgon atë tek nyja që vijon (LSR ose nyja dalëse) (4).

Ne mund të vëmë re se në LSR - në e brendëshme, protokolli i rrugëzimit të shtresës rrjetit nuk u përdor.

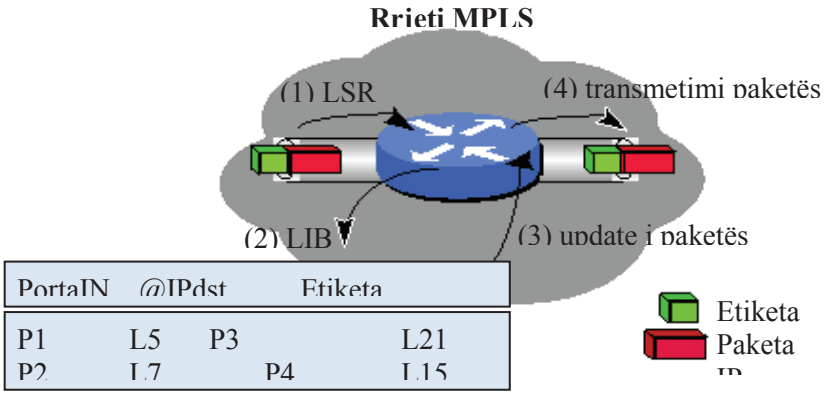


Figura 7.13 LSR (ruteri i ndërrimit etiketës) në rrjetet MPLS

Së fundmi, sapo paketa MPLS arrin në nyjen dalëse (1), si në figurën 7.14, ruteri heq të gjitha gjurmët MPLS (2) dhe transmeton paketën në shtresën e rrjetit.

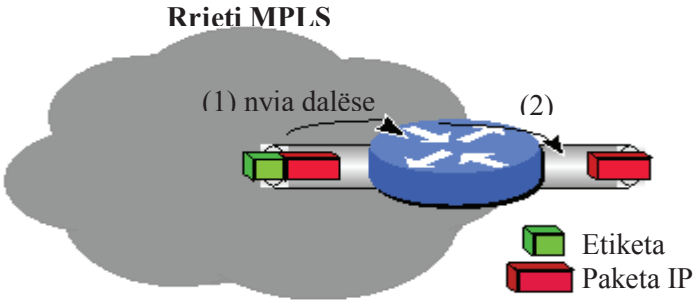


Figura 7.14 Nyja dalëse në rrjetin MPLS

Kështu, vëmë re se rrugëzimi i kërkesës bëhet ndërmjet nyjeve ekstremitare. Ne tashmë duhet të gjejmë një algoritëm rrugëzimi për të gjetur të gjitha LSP - të e nevojshme për të rrugëzuar trafikun.

7.3 Principi i Rrugëzimit

Sikurse përshkruhet më sipër, strategjia e rrugëzimit është e bazuar në ndërrimin e etiketës. Një LSR, në rrjetet MPLS, ndërron etiketën duke studiuar etiketën dhe portën, lexon tabelën e ndërrimit dhe pastaj dërgon paketat në nyjen pasardhëse. Etiketat i ngjiten paketës vetëm një herë në kufirin e rrjetit MPLS nga një nyje hyrëse E-LSR (Edge Label Switch Router) ku bëhet një llogaritje në datagramë për të gjetur etiketën e duhur. Kjo llogaritje bëhet vetëm një herë nga nyja hyrëse, bazuar në destinacionin e saj. Kështu, nyja hyrëse zgjedh rrugëzimin fundor të kërkesës.

Rrugëzimi i kërkesës bëhet duke përdorur RSVP-TE (Resource Reservation Protocol- Traffic Engineering). Për të treguar konkretishtë se si MPLS - ja rrugëzon trafikun e kërkesave, në Kapitullin 8 do të përdorim simulatorin e rrjetit OPNET për të krijuar një rrjet MPLS. Nëpërmjet simulimit ne tregojmë mënyrën se si bëhet shpërndarja e trafikut në rrjetet IP dhe ato MPLS dhe gjithashtu mekanizmin e ri-rrugëzimit të MPLS - së duke qënë se ky është interesi maksimal i këtij punimi.

Ne nuk do të vazhdojmë më tej në protokollin e rrugëzimit por do të tregojmë karakteristikat kryesore të këtij rrugëzimi. Secila kërkesë mund të rrugëzohet nga një ose disa LSP, dhe çdo LSP që shoqëron fluksin, mund të konfigurohet në mënyrë që të sigurojë QoS.

7.4 Protokolli i Rezervimit të Burimeve, RSVP

RSVP përdoret në MPLS - të për rezervim paraprak të burimeve të rrjetit përpara se të ndodhë komunikimi i të dhënave. RSVP është një protokoll sinjalizimi dhe u zhvillua nga grupi i punës së shërbimeve të integruara të IETF-së. Siguron garanci fundore duke rezervuar gjerësinë e brezit të kërkuar për transferimin e të dhënave duke bërë kështu që të arrihen vonesa minimale. RSVP - ja gjithashtu siguron informacion për kërkesat QoS. Mund të përdoret në bashkëpunim me protokolle të tjera rrugëzimi IP me qëllim që të rezervojë burime që më pas rezulton në përmirësim të efikasitetit të rrjetit.

7.4.1 Formati i paketës RSVP

Formati i paketës RSVP përcaktohet në figurën 7.15. Fushat, koka e protokollit korresponduese janë përcaktuar si më poshtë:

Versioni	**4**
Flamuj	**4**
Tipi	**8**
Checksum	**16**
Gjatësia	**16**
Rezervimi	**8**
TTL e dërguar	**8**
ID e meszhit	**32**
Rezervuar	**15**
MF	**1**
Fragmenti offset	**16**

Figura 7.15 Formati i paketës RSVP

- Versioni: një fushë 4 bit - ëshe që tregon numrin e versionit të protokollit (versioni aktual është 1).
- Flamuj: një fushë 4 bit - ëshe (aktualisht nuk ka flamuj të përcaktuar).
- Tipi: një fushë 8 bit - ëshe e cila përmban një nga 6 vlerat në vijim dhe të mundura (të plota) të treguara në tabelën 7.2.
- *Checksum*: një fushë e 16 bit - i cila përfaqëson standardin e kontrollit të gabimeve në TCP / UDP dhe që mbulon përmbajtjen e mesazhit RSVP.
- Gjatësia : një fushë 16 bit - ëshe paraqet gjatësinë e paketës RSVP në byte, duke përfshirë kokën e protokollit dhe të dhënat që vijojnë, të cilat janë të ndryshueshme në gjatësi. Nëse flamuri MF (More Fragment) është i vendosur ose fusha e *offsetit* të fragmentit është jo - zero, kjo është gjatësia e fragmentit aktual që bën pjesë në një mesazh të madh.
- TTL e dërguar: një fushë 8 bit - ëshe i cila tregon vlerën IP TTL për mesazhin.
- ID e mesazhit: një fushë 32 bit - përdoret kur copëtohet një mesazh i madh.
- Fragmento akoma (MF): Biti më i ulët i një fjale 1 byte - she me 7 bitet e tjera më të larta të përcaktuara si të rezervuara. MF është 1 për të gjithë fragmentet por jo për fragmentin e fundit të mesazhit.
- Fragmenti *Offset*: një fushë 24 bit - ëshe e cila përfaqson fragmentet e mesazhit si offset të byte - it.

Tabela 7.1 Llojet e mesazheve

Vlera	Lloji i mesazhit
1	Rruga
2	Kërkesa për rezervim
3	Gabimi i rrugës
4	Gabimi i rezervimit
5	Prishja e rrugës
6	Prishja e rezervimit
7	Konfirmimi i rezervimit

1. *Mesazhi i rrugës së RSVP-së*

Ky është një mesazh periodik që transmetohet nga dërguesi në mënyrë që të rifreskojë gjendjen e rrugës së rezervuar. Protokollet e rrugëzimit përdoren për ta transmetuar këtë mesazh përgjatë rrugës. Rruga e përdorur në rrjedhën e mesazheve të rrugës është e njëjtë si ajo e rrjedhës së rezervuar për të dhënat e aplikacioneve. Ndihmon të ruajë gjendjen e rrugës dhe lejon një ruter të identifikojë nyjet fqinjë që nevojiten për këtë sesion të veçantë. Gjendja e qëndrueshme e rrugës është e rëndësishme në transmetimin e mesazheve të kërkesës së rezervimit.

2. *Mesazhi i prishjes së rrugës RSVP*

Ky mesazh transmetohet nga dërguesi me qëllim që të heqë gjendjen e rrugës nga ruterat. Rruga ruhet dhe mirëmbahet me ndihmën e mesazheve të rrugës Në mënyrë që të përmirësohet shfrytëzimi i burimeve të rrjetit në dispozicion, është e një rëndësie të veçantë lirimi i çdo rezervimi që nuk është më në përdorim.Mesazhet e prishjes së rrugëve shërbejnë për këtë qëllim duke rezultuar në rikthimin në gjendjen e mëparshme të burimeve të rrjetit.

3. *Mesazhi i gabimit të rrugës RSVP*

Transmetohet nga marrësi me qëllim që të informojë dërguesin në qoftë se ka ndonjë problem në parametrat e marrë në mesazhin e rrugës. Nuk është një mesazh periodik apo i shpeshtë. Ky mesazh dërgohet vetëm në raste të problemeve në rezervimin e rrugës.

Figura 7.16 paraqet mekanizmin se si mesazhi i rrugës transmetohet dhe pergjigjen e marrë në rast të gabimeve në rrugë.

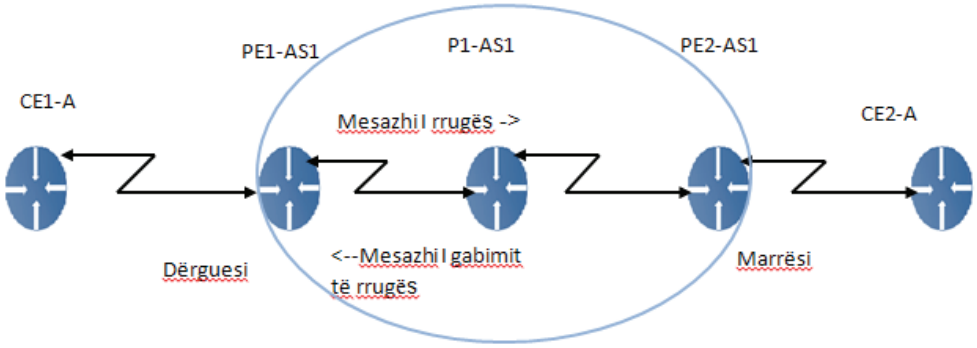


Figura 7.16 Mesazhi i rrugës dhe mesazhi i gabimit të rrugës

4. Mesazhi i kërkesës për rezervim RSVP

Mesazhi i kërkesës për rezervim ndjek të njëjtën rrugë si mesazhi i rrugës RSVP. Dërgohet nga marrësi pas marrjes së mesazhit të rrugës. Përdoret për të rezervuar burimet e nevojshme për transmetimin e të dhënave. RSVP e mbart këtë mesazh

5. Mesazhi konfirmimit të rezervimit RSVP

Dërgohet nga dërguesi sapo merr një mesazh kërkesë për rezevim në mënyrë që të konfirmojë që të gjitha burimet e rrjetit të kërkuara janë tashmë të rezevuara. Me marrjen e këtij mesazhi, marrësit i lejohet të dijë që të gjitha burimet e rrjetit të kërkuara janë të rezervuara për transmetimin e të dhënave dhe që tani është koha për të transmetuar.

6. Mesazhi i prishjes së rezervimit RSVP

Mesazhi i prishjes së rezervimit dërgohet nga marrësi në mënyrë që të kthejë mbrapsht rezervimin e burimeve të bërë nga mesazhi i kërkesës për rezervim. Është e rëndësishme të lirohen të gjitha burimet e rrjetit të cilat nuk janë më në përdorim.

7. Mesazhi i gabimit të rezervimit RSVP

Në rast të problemeve që ndodhin gjatë rezervimit të burimeve të kërkuara të rrjetit, është e rëndësishme që të informohen të gjitha palët e komunikimit në lidhje me problemin. Dërgohet nga marrësi i të dhënave të aplikimit.

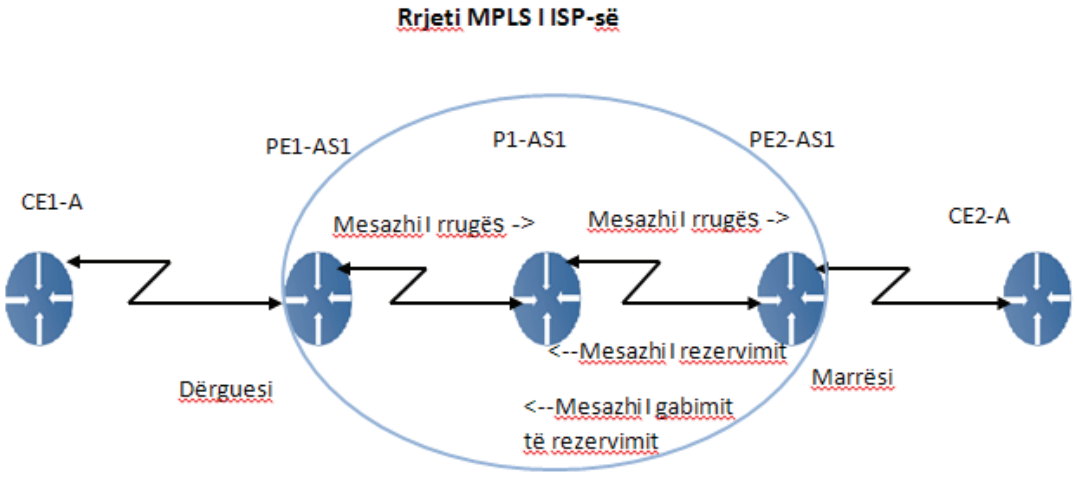


Figura 7.17 Mesazhi i kërkesës për rezervim dhe mesazhi i gabimit të rezervimit

Figura 7.17 ilustron mesazhin e gabimit të rezervimit të dërguar nga marrësi në rast të problemeve të rezervimit të burimeve. Figura gjithashtu përshkruan se si mesazhi i kërkesës për rezervim transmetohet nga marrësi i të dhënave të aplikimit.

7.4.2 Rezervimi RSVP

Rezervimi i burimeve është një mekanizëm shumë i rëndësishëm në MPLS - të. Varet nga informacioni mbi gjendjen e rrugës së rrjetit dhe përdoret për të rezervuar një rrugë të përshtatshme për të dhënat e komunikimit. Funksionet e mëposhtme kyçe kryhen gjatë rezervimeve të RSVP-ve. Pasi një rrugë është llogaritur me CSPF, ajo rrugë duhet të sinjalizohet në të gjithë rrjetin për dy arsye:

- Të krijojë një zinxhir kapërcimesh të etiketave që përfaqësojnë rrugën.
- Të konsumojë çdo burim të konsumueshëm (gjerësi brezi) përgjatë asaj rruge.

RSVP - ja është një protokoll *soft-state*. Kjo do të thotë se duhet që të rifreskojë periodikisht rezervimet e saj në rrjet duke i risinjalizuar ato. Kjo është e ndryshme nga një protokoll *hard-state*, i cili e sinjalizon kërkesën e tij një herë dhe pastaj supozon se kërkesa është vlefshme derisa ajo të hidhet poshtë në mënyrë eksplicite.

RSVP-ja ka katër funksione themelore:

1. *Krijimi i rrugës*

Pasi një pikë fundore e tunelit kryen CSPF për një tunel të caktuar, ka nevojë për ta sinjalizuar këtë kërkesë në rrjet. Pika fundore e bën këtë duke dërguar një mesazh rruge drejt nyjes së hop-it të radhës me pas përgjatë rrugës së llogaritur deri në destinacion. Ruteri që dërgon mesazhin e rrugës quhet ruteri upstream, dhe ruteri që merr mesazhin e rrugës quhet ruteri downstream. Ruteri upstream ndonjeherë quhet hopi paraardhës (phop).

Pasi një ruter *downstream* merr një mesazh rruge, bën disa gjëra. Kontrollon formatin e mesazhit për t'u siguruar që gjithçka është në rregull, dhe pastaj kontrollon sasinë e gjerësisë së brezit që kërkon mesazhi rrugës. Ky proces është i njohur si kontrolli i pranimit.

Nëse kontrolli pranimit është i suksesshëm dhe mesazhit të rrugës i lejohet të rezervojë gjerësinë e brezit që ai dëshiron, ruteri downstream krijon një mesazhi të ri të rrugës dhe e dërgon atë drejt hop - it të radhës në rrugën e përcaktuar të trafikut (ERO). Mesazhet e rrugëve ndjekin këtë zinxhir deri sa të arrijnë në nyjen e fundit në ERO, në fundin e tunelit të MPLS TE . Fundi i tunelit kryen kontroll pranimi ndaj mesazhit të

rrugës, ashtu si çdo ruter tjetër downstream. Kur nyja e fundit e kupton se është destinacioni i mesazhit të rrugës, ai përgjigjet me një mesazh Resv. Mendoni për mesazhin Resv si një ACK për ruterin upstream. Mesazhi Resv nuk përmban vetëm një njoftim se rezervimi ia doli të arrijë në fundin e tunelit, por gjithashtu përmban etiketën që duhet t'i vijë për këtë tunel dhe që ruteri *upstream* duhet të përdorë për të dërguar paketa përgjatë LSP TE drejt fundit.

Figura 7.18 tregon shkëmbimin e mesazheve të rrugës RSVP dhe të mesazheve Resv gjatë krijimit të LSP - së.

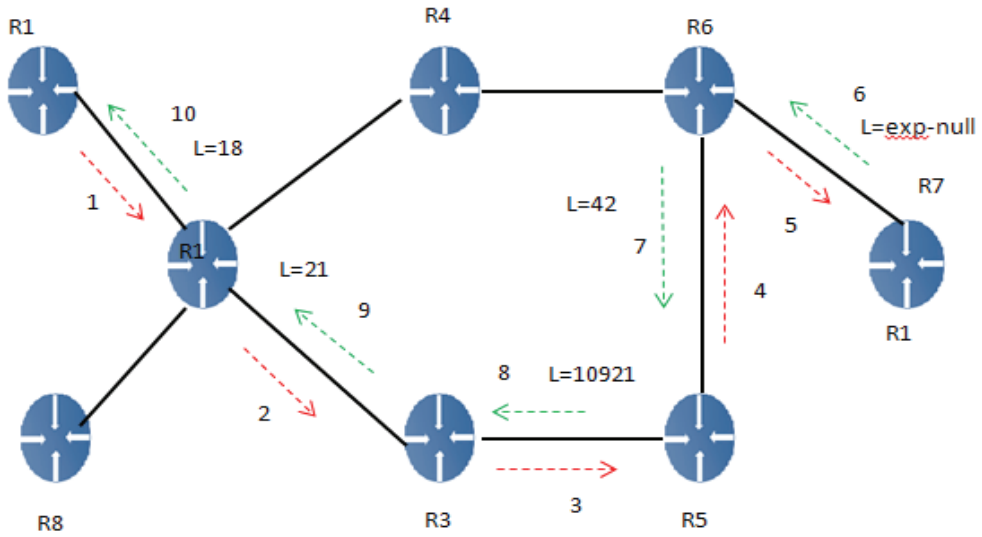


Figura 7.18 Mesazhet e rrugëzimit dhe Resv në RSVP gjatë krijimit të LSP -ve

Figura 7.18 ka 10 hapa. Më poshtë është një përshkrim i asaj që ndodh me mesazhet Path dhe Resv në këto hapa. Supozojmë se R1 e ka bërë CSPF e saj tashmë dhe e di se dëshiron të rezervojë gjerësi brezi përgjatë rrugës R1→R2→R3→R5→R6→R7:

1. R1 dërgon një mesazh rruge për R2. R2 merr mesazhin e rrugës, kontrollon për t'u siguruar që mesazhi është i saktë, dhe kontrollon me TE (kontrolli i lidhjes) për t'u siguruar që gjerësia e brezit që R1 kërkon është aktualisht në dispozicion. Nëse ka diçka të gabuar (mesazhi i rrugës është formuar gabimisht apo është duke kërkuar për më shumë gjerësi brezi sesa R2 mund të sigurojë), R2 dërgon një mesazh gabimi prapa drejt R1. Duke supozuar se çdo gjë është në rregull, vazhdo për në hapin 2.

2. R2 dërgon një mesazh rruge drejt R3. R3 kryen të njëjtin verifikim të mesazhit të rrugës që bëri R2.

3. R3 dërgon një mesazh rruge drejt R5, të njëjtat kontrolle kryhen.

4. R5 dërgon një mesazh rruge drejt R6, të njëjtat kontrolle kryhen.

5. R6 dërgon një mesazh rruge drejt R7, të njëjtat kontrolle kryhen.

6. R7, duke qënë se është fundi i tunelit, dërgon një mesazh Resv drejt R6. Ky mesazh Resv tregon etiketën që R7 do të dëshironte në paketë për këtë tunel, për shkak se R7 është fundi, dërgon 0 "apsolute".

7. R6 dërgon një mesazh Resv drejt R5 dhe tregon se dëshiron të shohë etiketën hyrëse 42 për këtë tunel. Kjo do të thotë se kur R6 merr etiketën 42, e heq këtë etiketë dhe e dërgon paketën drejt R7 (për shkak të implicit - null) .

8. R5 dërgon një mesazh Resv drejt R3, me etiketë sinjalizuese 10921. Kur R5 merr një paketë me etiketë 10921, ndërron këtë etiketë me etiketën 42 dhe e dërgon paketën drejt R6.

9. R3 dërgon një mesazh Resv drejt R2, duke sinjalizuar etiketën 21.

10. R2 dërgon një mesazh Resv drejt R1, duke sinjalizuar etiketën 18. Në këtë pikë, R1 është në rregull. Ka marrë një mesazh Resv për tunelin drejt R7 që krijoi, dhe di cilën etiketë dalëse do të përdorë. Ndërfaqja e tunelit në R1 tani bëhet *up/up* (deri në këtë pikë, ndërfaqja e tunelit ishte *up/down*).

2. *Mirëmbajtja e rrugës*

Në shikim të parë, mirëmbajtja e rrugës duket si krijimi i rrugës. Çdo 30 sekonda një pikë fundore dërgon një mesazh rruge për tunel drejt fqinjit të tij *downstream*. Në qoftë së një ruter dërgon katër mesazhe rruge me rradhë dhe nuk shikon një mesazh Resv gjatë kësaj kohe, e konsideron rezervimin të humbur dhe dërgon një mesazh upstream se rezervimi ka humbur. Megjithatë, ka një gjë të rëndësishme për t'u kuptuar këtu. Mesazhet e Rrugëzimit dhe Resv dërgohen në mënyrë të pavarur dhe të pasinkronizuar nga një fqinj tek një tjetër. Çdo 30 sekonda, R1 dërgon një mesazh rruge për një rezervim të tij TE drejt R2. Dhe çdo 30 sekonda, R2 dërgon një mesazh Resv drejt R1 për të njëjtin rezervim. Të dy mesazhet, megjithatë, nuk janë të lidhura. Një mesazh Resv që përdoret për të rifreskuar një rezervim ekzistues nuk dërgohet në përgjigje të një mesazhi rruge, si një ICMP Echo Reply do të dërgohej në përgjigje të një ICMP Echo Request.

3. *Prishja e rrugës*

Prishja e rrugës është shumë e thjeshtë. Nëse një nyje (zakonisht pika fundore) vendos që një rezervim nuk është më i nevojshëm në rrjet, dërgon një mesazh prishjeje të rrugës përgjatë të njëjtës rrugë që mesazhi i rrugës ndoqi dhe një mesazh prishje të rezervimit përgjatë të njëjtës rrugë që mesazhi i rezervimit ndoqi.

Mesazhet e prishjes së rrugës shikohen zakonisht kur pika fundore vendos që nuk dëshiron më një rezervim në rrjet (për shembull kur mbyllet një tunel ose rirrugëzime të një rrugë të caktuar,). Mesazhet e prishjes së rezervimeve dërgohen në përgjigje të mesazheve së prishjes së rrugës për të sinjalizuar që fundi i tunelit ka hequr rezervimin nga rrjeti. Software - i i Cisco - s dërgon mesazhe të prishjes së rezevimit dhe kërkon konfirmim se rezervimi është hedhur poshtë, kjo rezulton në një mesazh të konfirmimit të prishjes së rezervimit ResvTearConf që dërgohet mbrapsht nga pika fundore drejt fundit. Mesazhet PathTear dhe ResvTear gjithashtu mund të dërgohen në përgjigje të një gjendjeje gabimi në mes të rrjetit.

4. *Sinjalizimi i gabimeve*

Herë pas here, mund të ketë gabime në sinjalizimin RSVP. Këto gabime sinjalizohen nga mesazhet PathErr ose ResvErr. Një gabimi të zbuluar në mesazhin e rrugës iu përgjigjet me një mesazh PathErr, dhe nje gabimi të zbuluar në mesazhin e rezervimit iu përgjigjet me një mesazh ResvErr. Mesazhet e gabimeve dërgohen upstream drejt burimit të gabimit, një PathErr dërgohet drejt nyjes upstream nga një nyje downstream, dhe një ResvErr dërgohet downstream nga një nyje upstream.

7.5 Rirrugëzimi i Shpejtë MPLS

Strategjia standarte e rirrugëzimit MPLS, e shënuar si Rirrugëzimi i Shpejtë MPLS, është një strategji mbrojtje. Rirrugëzimi i Shpejtë MPLS mbron LSP - të parësore nëpërmjet LSP - ve rezervë. Në rast dështimi, ruteri i të dhënave dalëse (upstream) zbulon dështimin dhe kalon apo ndërron trafikun në rrugët e LSP - ve rezervë të përshtatshme.

Ky mekanizëm është një mbrojtje lokale, e cila garanton një kohë restaurimi shumë të vogël (≤ 100 ms). Kjo procedurë ndiqet nga rirrugëzimi nëpërmjet rrugëve rezervë të optimizuara fundore.

Le të ilustrojmë këtë strategji me një shembull si në figurën 7.19. Ky shembull është ai i përdorur më parë në kapitullin 3 (Figurat 3.2 dhe 3.3). Le të konsiderojmë një rrjet me 6 nyje A, B, C, D, E, F dhe 9 lidhje (A, D), (A ,B), (A, C), (B, C), (B, D), (B ,F), (C, F), (D, E), (E, F) me të njëjtën kosto unitare $\xi_e = 1$ dhe një kapacitet prej 3 njësish, përvec lidhjes (E, F), e cila ka një kapacitet 5 njësi. Janë 2 kërkesa për tu kënaqur: (A, F) [blu] me volum 4 njësi dhe (C, E) [jeshile] me volum 2 njësi.

Rrugëzimi nominal është si vijon: kërkesa (A, F) është rrugëzuar në LSP - në primare (A-C-F), dhe kërkesa (C, E), është rrugëzuar në LSP - në (C-B-F-E).

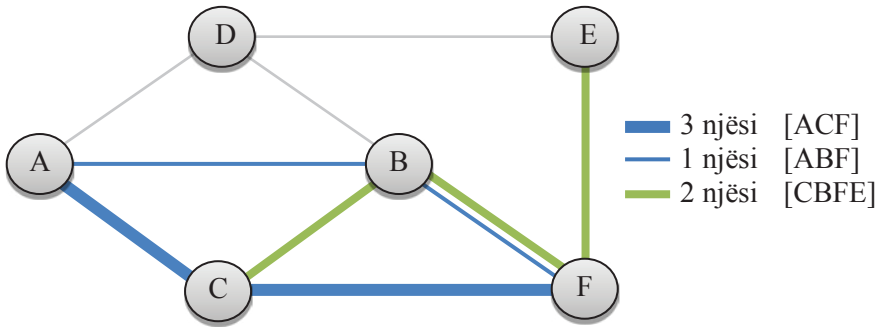


Figura 7.19 Rrugëzimi Nominal

Në figurën 7.20 dhe 7.21, ne marrim në konsideratë dështimin e lidhjes (B, F). Ne vëmë re se kërkesat (A, F) dhe (A, E) janë ndërprerë. Hapi i parë i rirrugëzimit të shpejtë është të rirrugëzojë rrugët e ndërprera duke përdorur rrugë specifike rezervë (figura 7.10). Rruga [ABF], ashtu sikurse për rirrugëzimin lokal, do të rirrugëzohet në rrugën [ABDEF]. Megjithatë, rruga [CBFE] nuk do të rirrugëzohet duke përdorur rirrugëzim lokal. Në të vërtetë, lidhjet (B, F) dhe (F, E) ishin të mbrojtura, për kërkesën (C, E), nga rruga rezervë [CBDE].

Kështu, kostoja e rirrugëzimit të kësaj rruge është e njëjtë me atë kur përdoret Rirrugëzimi i Shpejtë dhe Rirrugëzimi fundor.

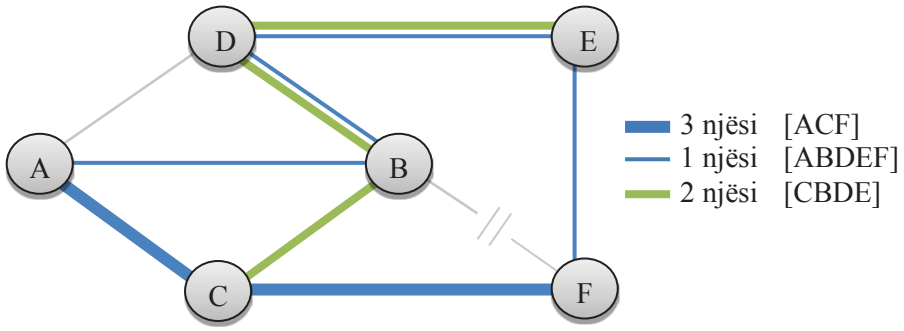


Figura 7.20 Rirrugëzimi lokal pas zbulimit dështimit

Më pas, kur nyjet burim të rrugëve mësojnë për dështimin, ato ndërrojnë te LSP - të rezervë të optimizuara të cilat i janë shoqëruar problemit. Në këtë shembull, është e disponueshme një lidhje rezervë fundore (figura 7.21). Ne vëmë re se MPLS - ja rrugëzon kërkesën (A, F) përmes dy LSP - ve në mënyrë që të sigurojë mbrojtje të plotë të gjerësisë së brezit. Kështu, për një kërkesë të caktuar, MPLS - ja mund të rrugëzojë trafikun në disa LSP primare, por gjithashtu mund të rrugëzojë trafikun në disa LSP rezervë nëse është e nevojshme.

Ne e përmbledhim këtë seksion me disa shënime mbi koston e rrjetit (si shumë të kapacitetit lidhjeve).

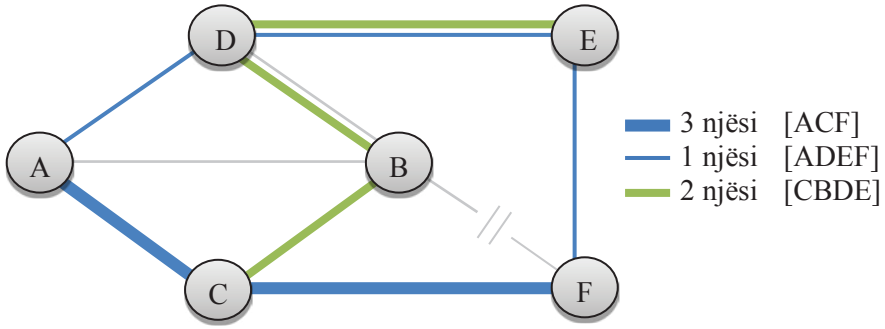


Figura 7.21 Rirrugëzimi përmes rrugëve rezervë të optimizuara

Së pari, LSP - të rezervë janë ruajtur në një “vend” të LSP - së dhe një LSP e vetme rezervë mund të përdoret nga disa LSP primare në raste dështimi. Së dyti, LSP - të rezervë janë parallogaritur por gjerësia e brezit që i shoqërohet kësaj rruge nuk është e rezervuar. Së fundmi, kostoja minimale e kësaj strategjie është e njëjtë me rirrugëzimin fundor. Ne presim që kostoja e strategjisë së Rirrugëzimit të Shpejtë MPLS të jetë midis rirrugëzimit fundor me fund të lirë dhe strategjive të rirrugëzimit lokal.

KAPITULLI 8
SIMULIMI NË OPNET I STRATEGJIVE DSHRR DHE DERR

Hyrje

Në këtë kapitull do të trajtojme aplikimet për strategjitë e rirrugëzimit të qëndrueshëm ShRR dhe rirrugëzimin elastik ERR në rrjetet MPLS. Megjithatë, këto strategji nuk janë të përshtatshme për specifikat e këtij rrjeti. Kështu, ne do të modifikojmë modelet për të arritur rezultatin e dëshiruar. Ky punim ndjek disa punime të mëparshme mbi rirrugëzimin dhe propozon një variant të ri të ShRR - së, së bashku me një skemë të shpërndarë rirrugëzimi. Rezultatet numerike ilustrojnë efikasitetin e kostos së këtij propozimi. Bazuar në rezultatet kompjuterike të llogaritura, por të kufizuara, metoda jonë duket të arrijë rezultate inkurajuese në termat e kostos së investimit dhe rezultateve të restaurimit, të paktën kur kërkohet që trafiku të rindërtohet pjesërishtë. Është paraqitur një diskutim me detaje në implementimin e versionit të shpërndarë. Varianti i shpërndarë i propozuar, duket të jetë një alternativë e mirë nga pikëpamja operacionale dhe implementimi i tij në rrjete, mund të thjeshtohet nga përdorimi në mënyrë të përshtatshme i RSVP tek rrjetet MPLS.

8.1 Rirrugëzimi i Shpërndarë i Qëndrueshëm

Strategjia e Rirrugëzmit të qëndrueshëm (ShRR) [15] nuk është direkt e aplikueshme në rrjetet MPLS dhe duhet të përshtatet. Në të vërtetë, për një rrugë që nuk është ndërprerë dhe nuk ndan asgjë më një kërkesë të ndërprerë, nuk është e lehtë të bësh ndonjë modifikim. Kështu, ne duhet të reduktojmë bashkësinë e rrugëve që lirojnë gjerësinë e brezit.

Në rrjetet MPLS, siç u pa më sipër, kur ndodh një dështim, ruteri i të dhënave dalëse (upstream) mëson për të. Pastaj, ai shpërndan në mënyrë broadcast këtë informacion në ruterin e tij upstream dhe, vazhdon kështu, deri në nyjen burim të rrugës. Të gjitha nyjet e rrugëve të ndërprera janë informuar për dështimin dhe mund të reagojnë. Ato mund të modifikojnë rrugët e ndërprera por gjithashtu dhe të gjitha rrugët që fillojnë nga këto nyje. Kështu, ka shume zgjidhje të mundshme për të rirrugëzuar rrugët e ndërprera dhe të lirojmë gjerësinë e brezit në disa të tjera.

Në këtë rast aplikojmë zgjidhjen në vazhdim. Kur një lidhje dështon, burimet e rrugëve të ndërprera janë të vetmet nyje që duhet të reagojnë. Së pari, ato do të lirojnë një nivel të caktuar të gjerësisë së brezit në disa rrugë jo të ndërprera. Pastaj, ato do të rirrugëzojnë kërkesat e ndërprera.

Ne e presim koston e kësaj strategjie të jetë ndërmjet rirrugëzimit fundor me fund të lirë (në rastin më të keq) dhe ShRR -së.

8.1.1 Shembull

Le të ilustrojmë se si kjo strategji funksionon duke përdorur një shembull si në seksionin 6 (figura 6.12-6.13). Do të konsiderojmë një rrjet me 4 nyje A, B, C dhe D dhe 5 lidhje (A, B), (A, C), (A, D), (B, D) dhe (C, D) me kapacitet respektivisht 5, 2, 5, 4 dhe 3 njësi, dhe të njëjtën kosto unitare prej $\xi_e = 1$. Janë 3 kërkesa për t'u kënaqur: (A, B) [blu] me një volum të kërkesës prej 3 njësi, (B, C) [jeshile] me një volum të kërkesës prej 2 njësi dhe (A, D) [e kuqe] me volum 4 njësi.

Rrugëzimi nominal ShRR është dhënë në figurën 8.1. Le të shqyrtojmë se çfarë ndodh me të në raste dështimi dhe më vonë do të sqarojmë ndryshimin me strategjinë DShRR.

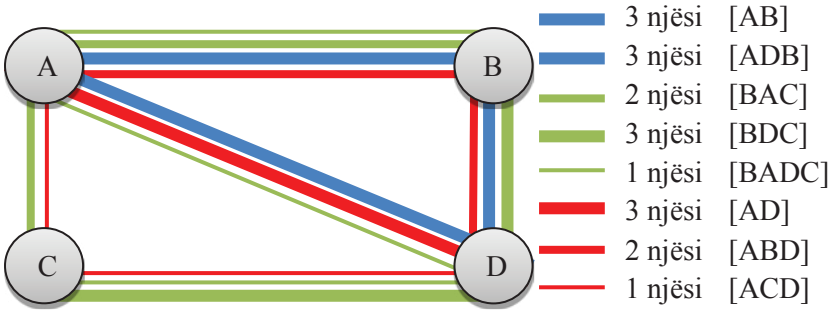


Figura 8.1 Rirrugëzimi nominal për strategjinë ShRR

Në figurën 8.2 dhe 8.3 marrim në konsideratë dështimin e lidhjes (C, D) dhe mund të shohim rrugëzimin e kërkesës para dhe pas restaurimit. Vëmë re se dështimi i lidhjes (C, D) ndërpret dy kërkesa: jeshilen dhe të kuqen. Duke u shqetësuar për kërkesën e kuqe, nuk është e nevojshme të rirrugëzohet kërkesa sepse dy rrugët e tjera (AD) dhe (ABD) janë të mjaftueshme për të rrugëzuar 100% të trafikut (ne vetëm duhet të ndërrojmë trafikun që kalon përmes rrugës [ACD] tek ai i rrugës tjetër). Gjithsesi, problemi është ndryshe për kërkesën jeshile. Për të rivendosur trafikun me lidhjen jeshile në 100 % të vlerës nominale, ne procedojmë si vijon: lirojmë rrugën blu [ADB] dhe rirrugëzojmë një njësi të trafikut jeshil në një rrugë të re [CADB].

Vëmë re se ne procedojme saktësisht si në rastin e ShRR - së për të rirrugëzuar trafikun për këtë gjendje dështimi (figurat 6.4 - 6.5) e cila pritej, sepse të gjitha kërkesat janë ndërprerë ose ndajnë nyjen e tyre burim me një kërkesë të ndërprerë.

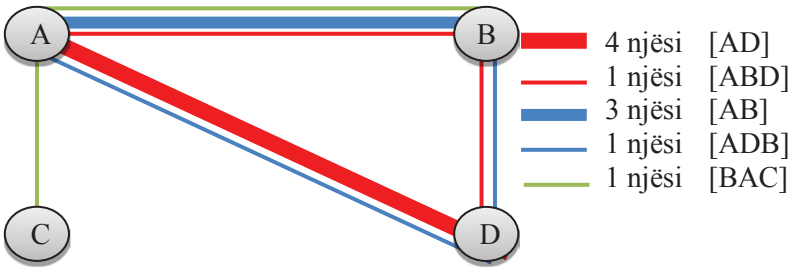


Figura 8.2 Rrugëzimet e rrugëve të mbetura para restaurimit, në rast të dështimit lidhjes (C, D)

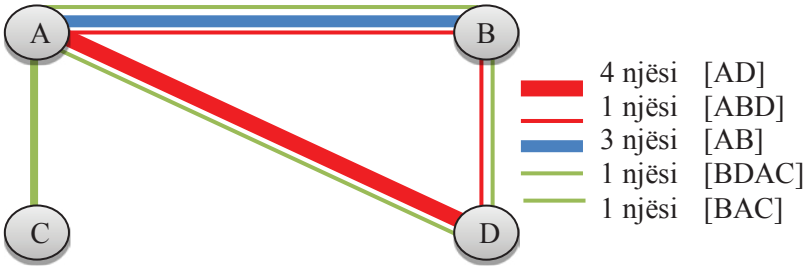


Figura 8.3 Rirrugëzimi pas restaurimit në rastin e dështimit të lidhjes (C, D)

Në figurën 8.4 marrim në konsideratë dështimin e lidhjes (A, D). Vëmë re se trafiku i kuq është ndërprerë shumë nga dështimi dhe duhet të rirrugëzohet pavarësisht kërkesës blu, e cila edhe pse është ndërprerë, nuk ka nevojë për rirrugëzim .

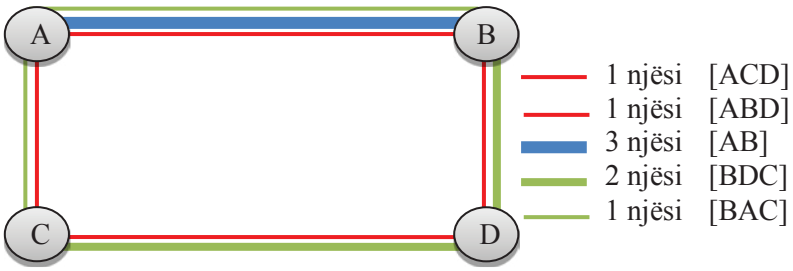


Figura 8.4 Rrugëzimet e rrugëve të mbetura para restaurimit, në rast të dështimit lidhjes (A, D)

Në këtë rast nuk mund të rivendosim të gjithë trafikun me DShRR.

Megjithatë, do të optimizojmë shkallën më të ulët të kënaqjes së kërkesave duke liruar 1 njësi të rrugës [AB] për kërkesën (A, B) dhe rrisim gjerësinë e brezit me një njësi në rrugën [ABD] për kërkesën (A, D). Kështu përftojmë shkallën më të madhe të kënaqjes së trafikut të kërkesave të α = 0.67. Vëmë re se nga përdorimi i strategjisë ShRR në këtë rast, ne marrim α = 0.75. Së fundmi, vëmë re se për disa dështime, rirrugëzimi i trafikut nuk është i nevojshëm sepse rrugët e mbetura lejojnë rivendosjen 100% të trafikut humbur, ashtu sikurse për lidhjen e dështuar (A, C).

8.1.2 Formulimi Matematikor

Le të japim disa koncepte të tjera:

- Le të jetë $s(d)$ respektivisht $d(d)$ nyja burim (destinacion) e kërkesës $d \in D$.
- Le të jetë D' bashkësia e kërkesave $d \in D$ të ndërprera nga dështimi i lidhjes l : Ekziston një rrugë $j \in h^0(d)$ e tillë që $x_{j,d} > 0$ dhe $l \in j$.
- Le të jetë D'' bashkësia e kërkesave $d \in D$ jo të ndërprera nga dështimi i lidhjes l të cilat ndajnë nyjen burim me kërkesën e ndërprerë. $\forall l \in E : d \in D_l'' \Leftrightarrow \exists \tilde{d} \in D_l', d \notin D_l', s(d) = s(\tilde{d})$.

Formulimi matematikor për problemin e shënuar $PD_{DShRR}(L)$ është si vijon:

Kufizimet apo mosbarazimet (8.1), (8.3) shprehin përkatësisht kufizimet e kapacitetit në gjendjen nominale dhe të dështuar. Kufizimet (8.2) sigurojnë kënaqjen e trafikut në gjendjen nominale dhe kufizimet, përkatësisht (8.4), (8.5) dhe (8.6), sigurojnë shkallën më të vogel të kënaqjes së trafikut përkatësisht të kërkesave të ndërprera dhe jo të ndërprera, e cila në çdo gjendje dështimi lidhjeje është e barabartë me α. Kufizimet (8.7) garantojnë se zvogëlimi i trafikut mbi kërkesat jo të ndërprera për rrugë, me më shumë se trafiku nominal korrespondues, nuk është i lejuar. Përfundimisht jo negativiteti i variablave shprehet nga kufizimet (8.8) dhe variablat dual $(\pi_e^0, \mu_d^0, \pi_e^l, \mu_d^l)$ janë dhënë në termat e anës së majtë.

Problemi (8.1) - (8.8) mund të zgjidhet duke përdorur metodën e gjenerimit kolonës, ku kolona e re përfaqson rrugët e mundshme si për rrugëzimin ashtu dhe për rirrugëzimin [25].

$$\min \sum_{e \in E} \xi_e \psi_e$$

$$(\pi_e^0) \qquad \psi_e - \sum_{j \in h^0(d), d \in D, e \in j} x_{j,d} \geq 0 \quad e \in E \tag{8.1}$$

$$(\mu_d^0) \qquad \sum_{j \in h^0(d)} x_{j,d} \geq T_d \quad d \in D \tag{8.2}$$

$$(\pi_e^l) \quad \psi_e - \sum_{\substack{j \in h^0(d), \\ d \in D \setminus D_l', e \in j}} (x_{j,d} - y_{j,d}^l) + \sum_{\substack{j \in h^0(d), l \notin j, \\ d \in D_l'', e \in j}} x_{j,d} + \sum_{\substack{j \in h^0(d), l \notin j, \\ d \in D_l', e \in j}} x_{j,d} + \sum_{\substack{j \in h^l(d), \\ d \in D_l', e \in j}} z_{j,d}^l \geq 0 \quad e \in E, l \in E \tag{8.3}$$

$$(\mu_d^l) \qquad \sum_{j \in h^0(d), l \notin j} x_{j,d} + \sum_{j \in h^l(d)} z_{j,d}^l \geq \alpha T_d \quad d \in D_l', l \in E \tag{8.4}$$

$$(\mu_d^l) \qquad \sum_{j \in h^0(d)} (x_{j,d} - y_{j,d}^l) \geq \alpha T_d \quad d \in D \setminus \{D_l', D_l''\}, l \in E \tag{8.5}$$

$$(\mu_d^l) \qquad \sum_{j \in h^0(d), l \notin j} x_{j,d} \geq \alpha T_d \quad d \in D_l'', l \in E \tag{8.6}$$

$$x_{j,d} - y_{j,d}^l \geq 0 \quad d \in D \setminus D_l', j \in h^0(d), l \in E \tag{8.7}$$

$$x_{j,d}, z_{j,d}^l, y_{j,d}^l, \psi_e \geq 0 \quad d \in D, j \in h^0(d), l \in E \tag{8.8}$$

8.1.3 Rezultatet Numerike

Këtu do të japim disa rezultate kompjuterike për sa i përket problemit të dimensionimit të prezantuar më sipër. Katër rrjetet e padrejtuar të përdorura në testet tona janë përshkruar në tabelën 5.1.

Le të shënojmë me *SummDShRR* (respektivisht *SumShRR* dhe *SumGR*) vlerën optimale të funksionit objektiv për problemin e dimensionimit të lidhur me rirrugëzimin e shpërndarë të qëndrueshëm (respektivisht me rirrugëzimin fundor me lëshim kapacitetesh dhe rirrugëzimin global). **GapDShRR** (respektivisht **GapShRR** dhe **GapWR**) jep diferencën relative ndërmjet *SumDShRR* (respektivisht *SumShRR* dhe *SumWR*) dhe *SumGR.*

Në figurat (8.5) - (8.8) paraqesim **GapDShRR, GapShRR** dhe **GapWR** si funksion të shkallës minimale të kënaqjes së trafikut për gjendjet e dështimit (α), për të gjithë rrjetet dhe marrim në konsiderat 13 rrjete, me një shkallë minimale të kënaqjes së trafikut që varion nga 40% në 100%. Vëmë re se në këto seri testesh, rrugëzimet e rrugëve janë kërkuar të jenë elementare. Ne kërkojmë që për çdo strategji të testuar, kostoja e

llogaritur e dimensionimit të sigurojë rrugëzimin e të gjithë trafikut të kërkesave dhe të garantojë një nivel restaurimi (α) për të gjithë gjendjet e dështimit.

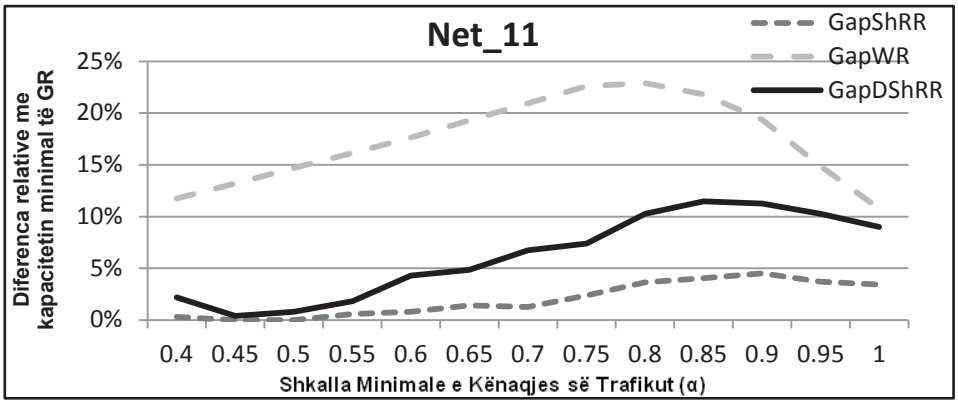


Figura 8.5 Diferenca relative për Net_11

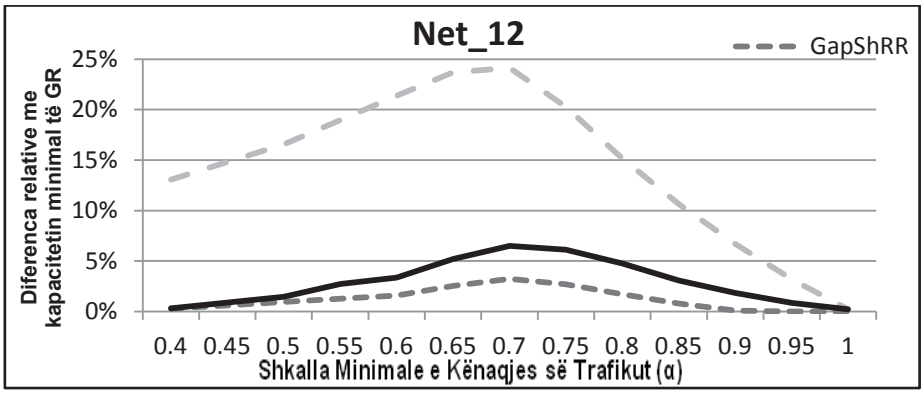


Figura 8.6 Diferenca relative për Net_12

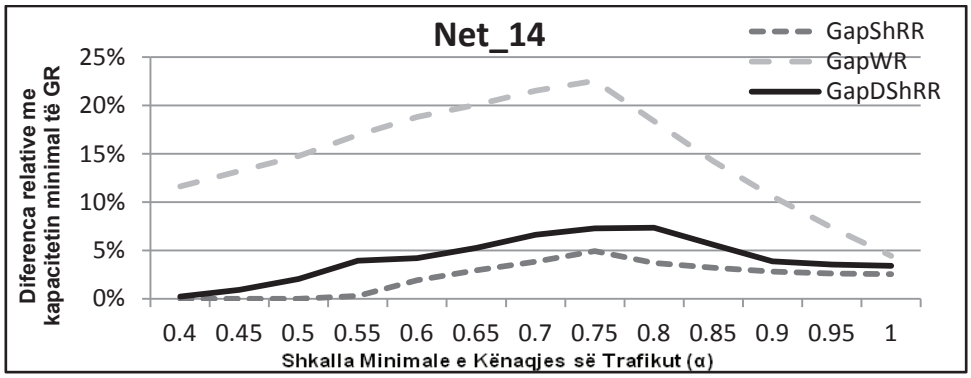


Figura 8.7 Diferenca relative për Net_14

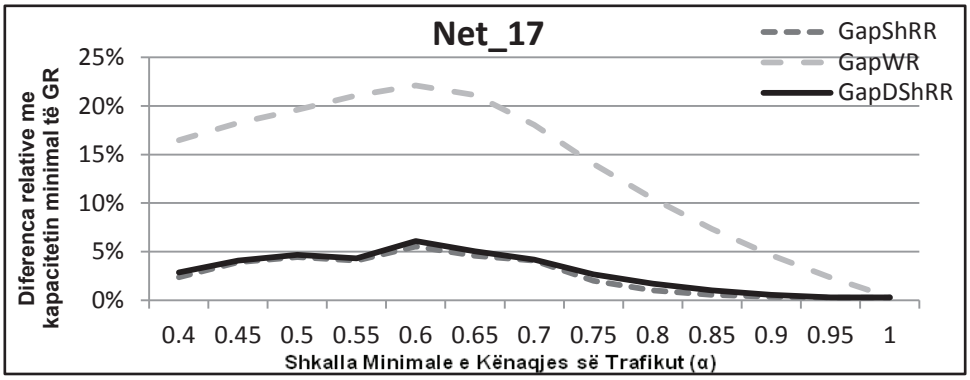


Figura 8.8 Diferenca relative për Net_17

Siç tregohet më sipër, në figurat (8.5 - 8.8), kostoja totale e rrjetit e marrë kur zbatohet strategjia DShRR është më e ulët se ajo e marrë në rastin e rirrugëzimit fundor me lëshim kapacitetesh dhe më e lartë se ajo e marrë kur përdoret ShRR. Gjithashtu vëmë re se, përveç se Net_11, të gjitha rrjetet tregojnë nje diferencë shumë të vogël (< 2 -3%) ndërmjet dy kurbave të rirrugëzimit (**GapDShRR** dhe **GapShRR)**. Akoma më shumë, diferenca ndërmjet WR dhe DShRR është e konsiderueshme (>10%) dhe qëndron konstante deri sa një nivel i lartë restaurimi prej (85%) arrihet, pas së cilës fillon të bjerë, duke u bërë shumë e vogël kur arrin nivelin 100% të restaurimit.

Gjithsesi për Net_11 situata është pak zhgënjyese. Në të vërtetë, nga një nivel i ulët (75%) restaurimi deri në restaurimin e plotë, diferenca ndërmjet **GapDShRR** dhe **GapShRR** është më e madhe se 5%. Kjo sepse numri i lidhjeve në rrjet është i lartë pavarësisht se numri i kërkesave është i limituar. Së fundmi, këto figura tregojnë se DShRR është një alternativë e mirë e ShRR për rrjetet ku sasia e trafikut është me kapacitet të madh. Kështu, kjo strategji është lehtësuese sepse në zbatime reale priten shpesh situata të tilla.

8.2 Rirrugëzmimi i Shpërndarë Elastik

Strategjia e rirrugëzimit elastik (ERR) [16] nuk është direkt e aplikueshme në rrjetet MPLS dhe, për të njejtat arsye të sqaruara për DShRR, duhet të përshtatet. Kur ndodh një dështim lidhjeje, burimet e rrugës së ndërprerë janë të vetmet nyje që duhet të veprojnë. Së pari ato do të lirojnë një nivel të caktuar të gjerësësisë së brezit në disa rrugë jo të ndërprera. Më pas, ato do të rrisin gjerësinë e brezit të kërkesave të ndërprera.

8.2.1 Shembull

Le të ilustrojmë se si kjo strategji funksionon duke përdorur një shembull si në seksionin 5 (figura 5.1-5.2). Konsiderojmë një rrjet me 4 nyje A, B, C dhe D dhe 5 lidhje (A, B), (A, C), (A, D), (B, D) dhe (C, D) me kapacitet respektivisht 5, 2, 5, 4 dhe 3 njësi, dhe të njëjtën kosto unitare prej $\xi_e = 1$. Janë 3 kërkesa për t'u kënaqur: (A, B) [blu] me një volum të kërkesës prej 3 njësi, (B, C) [jeshile] me një volum të kërkesës prej 2 njësi dhe (A, D) [e kuqe] me volum 4 njësi. Rrugëzimi nominal ERR është dhënë në figurën 8.9. Ne do të shqyrtojmë se çfarë ndodh me të në raste dështimi dhe më vonë do të sqarojmë ndryshimin me strategjinë DERR.

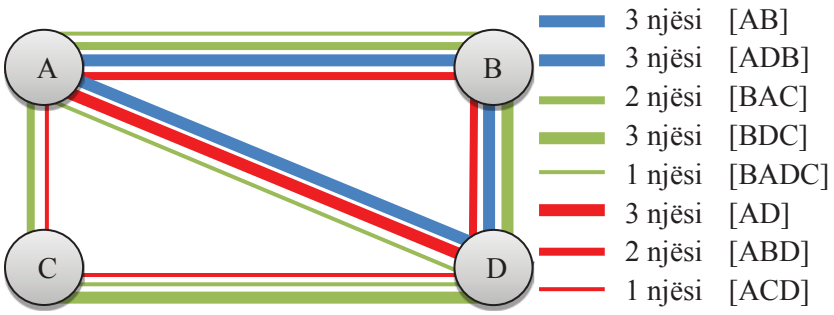


Figura 8.9 Rrugëzimi nominal

Në figurën 8.10 dhe 8.11, ne marrim në konsideratë dështimin e lidhjes (C, D) dhe mund të shohim rrugëzimin e kërkesës para dhe pas restaurimit. Gjithashtu, mund të vëmë re se dështimi i lidhjes (C, D) ndërpret dy kërkesa: jeshilen dhe të kuqen. Duke u shqetësuar për kërkesën e kuqe, nuk është e nevojshme të rirrugëzohet kërkesa sepse dy rrugët e tjera (AD) dhe (ABD) janë të mjaftueshme për të rrugëzuar 100% të trafikut. Pra, problemi është ndryshe për kërkesën jeshile. Për të rivendosur trafikun jeshil në 100% të vlerës nominale, procedojmë si vijon: lirojmë një njësi të gjerësisë së brezit të rrugëve blu [ADB] dhe [AB] dhe rrisim gjerësinë e brezit në rrugën [BAC] me dy njësi.

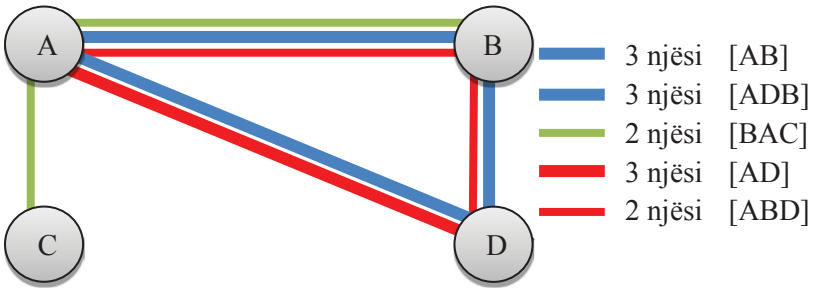


Figura 8.10 Rrugëzimet e rrugëve të mbetura para restaurimit, në rast të dështimit të lidhjes (C, D)

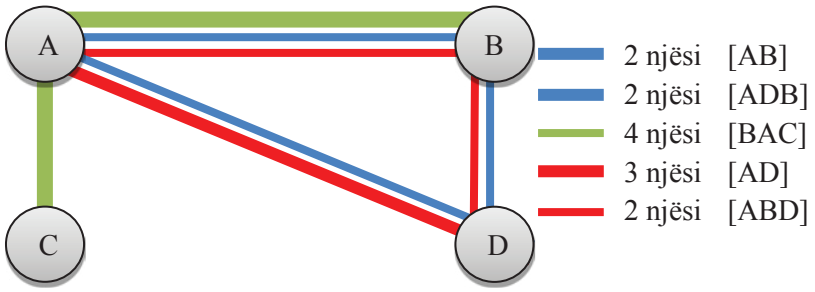


Figura 8.11 Rrugëzimi pas restaurimit, në rastin e dështimit të lidhjes (C, D)

Vëmë re se procedura është saktësisht si ShRR për të rirrugëzuar trafikun për këtë gjendje dështimi (figurat 6.15-6.16), e cila pritej, sepse të gjitha kërkesat janë ndërprerë ose ndajnë nyjen e tyre burim me një kërkesë të ndërprerë.

Në këtë shembull, DERR dhe ERR japin të njëjtin rezultat sepse për çdo rast dështimi, gjerësia e brezit mund të menaxhohet. Në disa raste të tjera, ERR ka rezultate më të mira se DERR, sepse disa rrugë nuk mund të modifikohen.

Së fundmi, vëmë re, se për disa dështime, rirrugëzimi i trafikut nuk është i nevojshëm sepse rrugët e mbetura lejojnë rivendosjen 100% të trafikut të humbur, ashtu sikurse për lidhjen e dështuar (A, C).

8.2.2 Formulimi Matematikor

Formulimi matematikor për problemin e shënuar $PD_{DERR}(L)$ është si vijon:

Kufizimet (8.9), (8.11) shprehin përkatësisht kufizimet e kapacitetit në gjendjen nominale dhe atë të dështuar. Kufizimet (8.10) sigurojnë kënaqjen e trafikut në gjendjen nominale dhe kufizimet (8.12) dhe përkatësisht (8.13) dhe (8.14) sigurojnë shkallën më të vogël të kënaqjes së trafikut të kërkesave të ndërprera dhe jo të ndërprera e cila në çdo gjendje dështimi lidhjeje është e barabartë me α. Kufizimet (8.15) garantojnë se zmadhimi i volumit të trafikut mbi kërkesat e ndërprera për rrugët me më shumë se trafiku nominal korrespondues, nuk është i lejuar. Kufizimet (8.16) garantojnë se zvogëlimi i trafikut mbi kërkesat jo të ndërprera për rrugët me më shumë se trafiku nominal korrespondues, nuk është i lejuar. Përfundimisht jo negativiteti i variablave shprehet nga kufizimet (8.17) dhe variablat dual $(\pi_e^0, \mu_d^0, \pi_e^l, \mu_d^l)$ janë dhënë në termat e anës së majtë.

Problemi (8.9) - (8.17) është i vështirë të zgjidhet në mënyrë optimale. Ne do ta diskutojmë këtë çështje në seksionin në vijim.

$$\min \sum_{e \in E} \xi_e \psi_e$$

$$(\pi_e^0) \qquad \psi_e - \sum_{j \in h^0(d), d \in D, e \in j} x_{j,d} \leq 0 \quad e \in E \tag{8.9}$$

$$(\mu_d^0) \qquad \sum_{j \in h^0(d)} x_{j,d} \geq T_d \quad d \in D \tag{8.10}$$

$$(\pi_e^l) \qquad \psi_e - \sum_{\substack{j \in h^0(d), \\ d \in D \setminus D_l', e \in j}} (x_{j,d} - y_{j,d}^l) - \sum_{j \in h^0(d), d \in D_l'', e \in j} x_{j,d} - \sum_{\substack{j \in h^0(d), l \notin j, \\ d \in D_l', e \in j}} (x_{j,d} + w_{j,d}^l) \leq 0 \quad e \in E, l \in E \tag{8.11}$$

$$(\mu_d^l) \qquad \sum_{j \in h^0(d), l \notin j} (x_{j,d} + w_{j,d}^l) \geq \alpha T_d \quad d \in D_l', l \in E \tag{8.12}$$

$$(\mu_d^l) \qquad \sum_{j \in h^0(d)} (x_{j,d} - y_{j,d}^l) \geq \alpha T_d \quad d \in D \setminus \{D_l', D_l''\}, l \in E \tag{8.13}$$

$$(\mu_d^l) \qquad \sum_{j \in h^0(d)} x_{j,d} \geq \alpha T_d \quad d \in D_l'', l \in E \tag{8.14}$$

$$\theta * x_{j,d} - w_{j,d}^l \geq 0 \quad d \in D_l', j \in h^0(d), l \in E \tag{8.15}$$

$$\sigma * x_{j,d} - y_{j,d}^l \geq 0 \quad d \in D \setminus \{D_l', D_l''\}, j \in h^0(d), l \in E \tag{8.16}$$

$$x_{j,d}, w_{j,d}^l, y_{j,d}^l, \psi_e \geq 0 \quad d \in D, j \in h^0(d), l \in E \tag{8.17}$$

8.2.3 Kompleksiteti dhe metoda e zgjidhjes

Problemi (8.9) - (8.17) është i vështirë për t'u zgjidhur nga 2 këndvështrime:

Vëmë re se strategjia e propozuar përfshin si raste të veçantë disa vështirësi të strategjive të tjera restaurimi. Prandaj, strategjia PD mund të shihet si rast i veçantë i ERR kur asnjë zgjerim i rrugëve për kërkesat e ndërprera s'është i lejuar. Problemi i optimizimit që i korrespondon PD - së është i njohur të jetë NP, pra i vështirë në formën e tij të përgjithshme (shiko [19]). Një tjetër rast i veçantë ndodh në rirrugëzimin me lëshim kapacitetesh (WR) të diskutuar në [20], [21], e cila është NP e vështirë [22]. Kjo strategji i korrespondon ERR - së kur asnjë lehtësim s'është i lejuar ($\sigma = 0$) dhe zgjerimi i rrugëve nuk është subjekt i asnjë kufizimi, e thënë ndryshe $\theta = \infty$. Një tjetër problem i përafërt lidhjeje këtu është sigurimi se rrugëzimet e rrugëve nominale janë elementare, e thënë ndryshe, mos të kalohet nga një nyje më shumë se një herë. Është treguar se zgjidhjet optimale për strategjitë e ngjashme, si është WR/ShRR, janë jo detyrimisht të lira nga rrugët jo elementare. Meqënëse WR është një rast special i ERR, ne gjithashtu duhet të përcaktojmë bashkësinë e rrugëve nominale në rrugë elementare në rastin e ERR. Vështirësia e dytë vjen nga nevoja për të bërë dallimin ndërmjet kërkesave të

prekura dhe atyre jo të prekura. Do të shihet se kufizimet (8.12), (8.13) janë komplementare në respekt të kërkesave të prekura ose jo. Megjithatë, për një zgjidhje të dhënë rrugëzimi, një kërkesë thuhet se është e prekur nga disa dështime në qoftë se disa prej rrugëzimeve të saj të rrugëve janë prekur nga ky dështim dhe rrugët e mbetura nuk lejojnë 100% të kërkesës trafikut për t'u rrugëzuar. Këto kufizime janë zgjidhshmërisht të varura në sensin se bashkësia e kërkesave të prekura nga një dështim i dhënë bazohet në bashkësinë e rrugëzimit të tij, psh: zgjidhja shumë fluksëshe. Ky problem është i vështirë per t'u zgjidhur në fazën e tanishme dhe disa punime po shkojnë në këtë drejtim. Në këtë moment ne kemi përdorur një algoritem iterativ i cili konvergjon te një zgjidhje optimale lokale e dhënë si më poshtë:

Algoritem 8.1 ERR-P

Hapi 0: Inicializimi

Përcakto bashkësinë e rrugëve fillestare të pranueshme h(d); $d \in D$.

Vendos $D'_l = \emptyset$ për të gjitha lidhjet e dështuara l.

Hapi 1:

Zgjidh problemin (8.9) - (8.17) për të marrë fluks optimal x.

Hapi 2: Rifreskimi

Në qoftë se $D'_l(x) \subseteq D'_l$ atherë ndalo:ne kemi arritur një zgjidhje optimale lokale.

Përndryshe $D'_l := D'_l \cup D'_l(x)$; shko mbas të **Hapi 1.**

Fund

Ne shënuam më sipër me D'_l (x) bashkësinë e kërkesave të reja të cilat nuk mund të rrugëzohen plotësisht, në rastin e disa situatave të dështimit, për zgjidhjen e rrugëzimit të dhënë x. Algoritmi do të konvergjojë në një zgjidhje optimale lokale (në këtë fazë ne nuk mund të garantojmë optimizimin e zgjidhjes të llogaritur). Duke u shqetësuar për problemin e gjenerimit të rrugëve elementare, ne sillemi përreth tij duke përdorur një bashkësi të paracaktuar të rrugëve, duke përfshirë të gjitha rrugët elementare. Prandaj, ne nuk e kemi të nevojshme të kryejmë gjenerim rrugësh, dhe as të shqetësohemi rreth kërkesës që rrugët të jenë elementare.

8.2.4 Rezultatet Numerike

Ne këtu japim disa rezultate kompjuterike për sa i përket problemit të dimensionimit të prezantuar më sipër. Le të shënojmë me *SummDERR* (respektivisht *SumERR, SumWR* dhe *SumGR*) vlerën optimale të funksionit objektiv për problemin e dimensionimt të lidhur me rirrugëzimin e shpërndarë elastik (respektivisht me rirrugëzimin elastik të qëndrueshëm, me rirrugëzimin fundor me lëshim kapacitetesh dhe rirrugëzimin global). **GapDShRR** (respektivisht **GapERR** dhe**GapWR**) jep diferencën relative ndërmjet *SumDShRR* (respektivisht *SumERR* dhe *SumWR*) dhe *SumGR.*

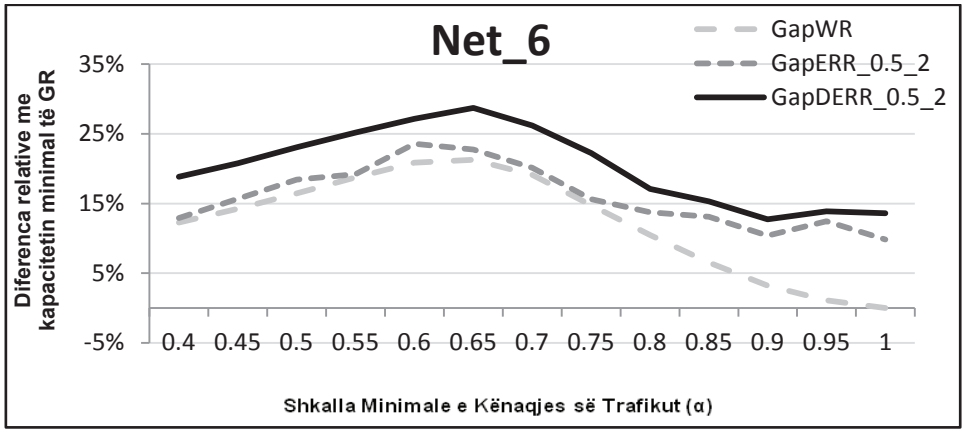


Figura 8.12 Diferenca relative për Net_6

Në figurën 8.12 paraqesim **GapDERR, GapERR** dhe **GapWR** si funksion të shkallës minimale të kënaqjes së trafikut për gjendjet e dështimit (α), për të gjithë rrjetet. Ne marrim në konsiderat 13 rrjete, me një shkallë minimale të kënaqjes së trafikut që varion nga 40% në 100%.

Vëmë re se në këto seri testesh, rrugëzimet e rrugëve janë kërkuar të jenë elementare. Ne kërkojmë se për çdo strategji të testuar, kostoja e llogaritur e dimensionimit të sigurojë rrugëzimin e të gjithë trafikut të kërkesave në gjendjen e dështimit dhe të garantojë një nivel restaurimi (α) për të gjithë gjendjet e dështimit.

Figura 8.12 ilustron se diferenca e kostos optimale të rrjetit ndërmjet strategjisë ERR dhe DERR është rreth 5% për nivele të ulët restaurimi (<70%). Gjithsesi, diferenca tenton drejt 2% për restaurim të plotë.

Më poshtë ne paraqesim një seri testesh të marrë mbi rrjetin Net_12, por sjellje të ngjashme janë vëzhguar në rrjetet e tjera të testuara. Figura 8.13 paraqet një studim të vlerës së parametrit σ. Më saktë kapacitetin e rrugëve për të ulur gjerësinë e tyre të brezit

ndërsa fiksojmë θ = 2. Prandaj, gjerësia e brezit e rrugëve jo të shqetësuara të kërkesave jo të shqetësuara mund të zmadhohet deri në 3 herë më shumë se gjerësia e brezit fillestare në raste dështimi, ndërsa gjerësia e brezit e rrugëve jo të shqetësuara mund të zvogëlohet me 25% (σ = 0.25), 50% (σ = 0.5), 75% (σ = 0.75), ose të lëshohet plotësisht (σ = 1).

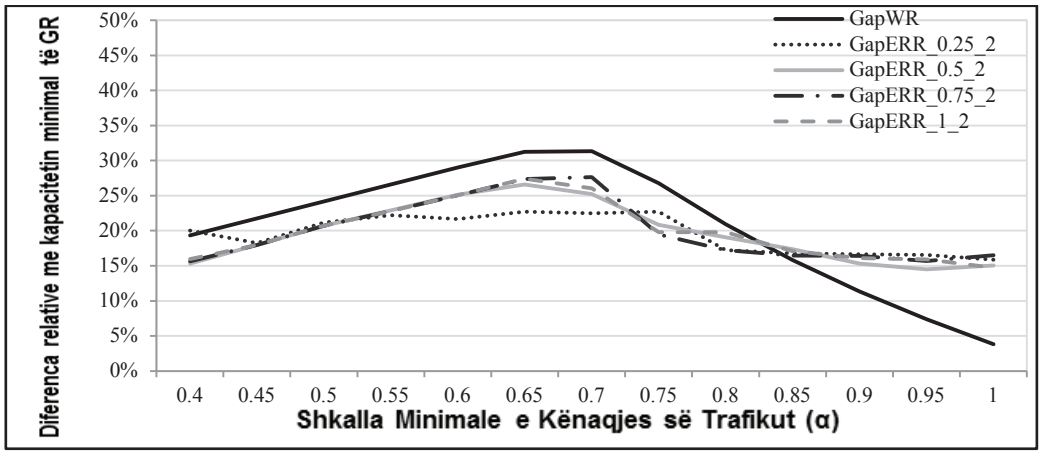


Figura 8.13 Diferenca relative për Net_12 për parametrin σ

Figura 8.14 përfaqson një studim të vlerës së parametrit θ, më saktë kapacitetin e rrugëve për të rritur gjerësinë e tyre të brezit, ndërsa fiksojmë σ = 50%. Kjo nënkupton se rrugët e kërkesave jo të ngacmuara do të jenë në gjendje të lëshojnë deri në gjysmë të gjerësisë së tyre të brezit në raste dështimi dhe rrugët jo të ngacmuara të kërkesave të shqetësuara do të lejohen të zmadhojnë gjerësinë e tyre të brezit me 2 (θ = 1), 3 (θ = 2), 6 (θ = 5) ose 101 (θ = 100).

Ne vëmë re nga figurat 8.13 dhe 8.14 se strategjia ERR është më pak e ndjeshme ndaj variacioneve të parametrit σ. Gjithsesi, parametri θ ka një ndikim të madh në sjelljen e strategjisë. Diferenca ndërmjet $ERR_{\theta=1}$ dhe $ERR_{\theta=2}$ arrin në 15% për α = 1. Ne vëmë re se për σ = 0 dhe θ = +∞ ERR s'është asgjë tjetër veçse rrugëzim global.

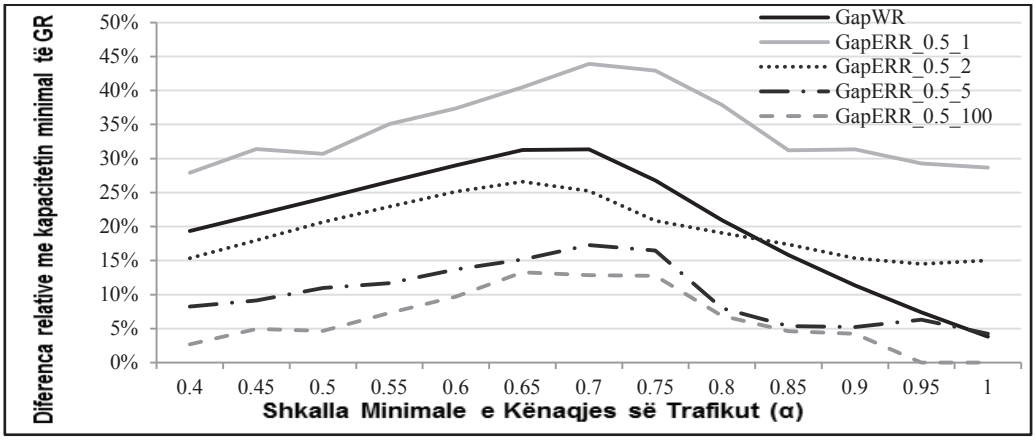


Figura 8.14 Diferenca relative për Net_12 për parametrin θ

8.3 Çështje të implementimit

Rezultatet numerike tregojnë qartë se të dyja strategjitë ShRR e centralizuar dhe e shpërndarë, janë efektive në kosto, me rezultate afër rirrugëzimit global GR, e cila është e një bande më të ulët në koston e rrjetit për të gjitha strategjitë e rrugëzimit. Në disa raste strategjitë ERR, janë gjithashtu më efektive në kosto se rirrugëzimi fundor me lëshim kapacitetesh WR edhe pse diferenca ndërmjet këtyre strategjive dhe ShRR - së, është e ndjeshme. Prandaj, një pyetje e natyrshme del prej kësaj: cili është interesi i strategjive ERR / DERR? Përgjigjia është e lidhur direkt me koston e menaxhimit që këto strategji kanë në praktikë, ashtu sikurse do të diskutohet më poshtë.

Le te fokusohemi pikë së pari, në variantin e shpërndarë të ShRR, e thënë ndryshe DShRR. Kjo strategji përdor vetëm nyjet ekstremitare të kërkesës së ndërprerë për të filluar procesin e rindërtimit pas një dështimi. Ne vëmë re, se kur ndodh një dështim, rrugë të reja mund të krijohen. Ky aksion mund të kryhet vetëm nga nyja burim e kërkesës. Ky krijim i rrugëve të reja paraprihet nga zvogëlimi i gjerësisë së brezit të disa rrugëve, ç'ka mund të realizohet si nga nyja burim, ashtu edhe nga ajo destinacion. Ashtu sikurse strategjia DShRR, DERR nuk duhet të krijojë rrugë të reja për të rigjeneruar trafikun pas një dështimi. Kjo strategji vetëm sa zvogëlon ose rrit gjerësinë e brezit të disa rrugëve ndoshta të ndërprera për të rindërtuar trafikun. Kjo është një karakteristikë me interes, meqënëse vonesa në rindërtim ulet ndjeshëm në krahasim me DShRR. Për të treguar këtë, le të përshkruajmë me detaje procesin e gjenerimit të rrugëve të reja:

Bazuar në protokollin e transportit, vendosja e një rruge të re nga nyja destinacion tek ajo burim, do të ketë nje kosto, e cila do të varet gjerësisht nga numri i lidhjeve. Le të shikojmë se si kjo kryhet, duke përdorur protokollin e rezervimit të burimeve (RSPV, shiko [23] dhe [24]). Së pari, nyja burim dërgon një mesazh rrugëzimi, i cili përmban parametrat e fluksit të kërkuar (TSPEC) në nyjen destinacion, duke përdorur protokollin e rrugëzimit. Pastaj, çdo ruter i vizituar, duhet të kryejë dy aksione: të ruajë gjendjen e rrugës (PATH-STATE), pra, mesazhi i marrë nga nyja e fundit të ketë të transmetuar mesazhin dhe modifikuar fushën ADSPEC, e thënë në mënyrë të qartë parametrin e fluksit, kur gjerësia e brezit e kërkuar është e disponueshme. Kur nyja destinacion merr mesazhin PATH , ajo përdor të dyja fushat TSPEC dhe ADSPEC, për të përcaktuar parametrat e fluksit dhe dërgon përshkruesin e fluksit duke përdorur mesazhin RESV në nyjen burim, duke përdorur të njëjtën rrugë si mesazhi PATH. Së fundmi, nyja burim dërgon msazhin RESV-CONF tek nyja destinacion, duke vlerësuar hapjen e fluksit. Kjo nënkupton se koha për të krijuar një rrugë të re, është gati 3 herë më e madhe se koha që duhet për të transferuar të dhënat nga nyjat burim tek nyjat destinacion (ε jep kohën e transferimit fundor). Nga ana tjetër, koha e kërkuar për të rritur ose zvogëluar gjerësinë e brezit, është ndjeshëm më e ulet. Në mënyrë që të mbajnë fluksin, periodikisht nyja burim dërgon një mesazh PATH tek nyja destinacion dhe nyja destinacion dërgon një mesazh RESV tek nyja burim. Ne do të përdorim këtë cilësi për të bërë modifikimin e gjerësisë së brezit për DShRR dhe DERR. Prandaj në qoftë se, nyja destinacion e disa kërkesave të ndërprera fillon procesin e zvogëlimit (respektivisht zvogelimit/rritjes) për DShRR (respektivisht DERR) koha e nevojshme do të jetë e barabartë me ε. Kjo është e mundshme, duke qënë se burimi mund të përdorë menjëherë rrugët e rifreskuara pasi ka marrë mesazhin PATH nga nyjet destinacion (figura 8.15.a).

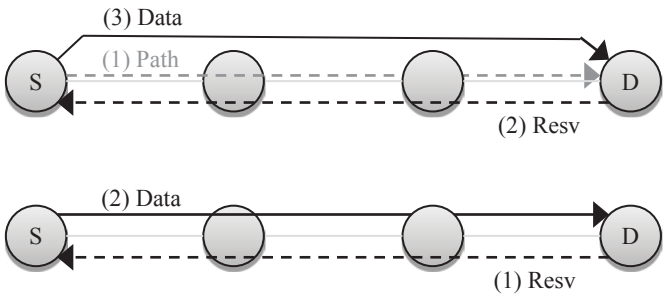


Figura 8.15 Procedura e rritjes së gjerësisë së brezit e manaxhuar nga a) nyja burim b) destinacion për DERR

Në qoftë se, është nyja burim ajo që e fillon procesin, koha e nevojshme për të modifikuar gjerësinë e brezit është e barabartë me 2ε, sepse nyja burim duhet të presë për konfirmimin përpara se të përdorë rrugën e rifreskuar (figura 8.15.b). Duhet të shënohet se kjo procedurë nuk mund të përdoret për të gjeneruar rrugë të reja.

Në të dy strategjitë është e rëndësishme të fillojmë të zvogëlojmë gjerësinë e brezit të rrugëve së kërkesave jo të ndërprera, përpara se të rrisim gjerësinë e brezit të rrugëve jo të ndërprera së kërkesave të ndërprera. Në të vërtetë, përpara se gjerësia e brezit të çdo rruge të rritet, duhet të sigurohemi se ka mjaftueshëm gjerësi të disponueshme brezi, përndryshe procesi do të dështojë dhe do të duhet të rifillohet. Kjo situatë është paraqitur në Figurën 8.16.

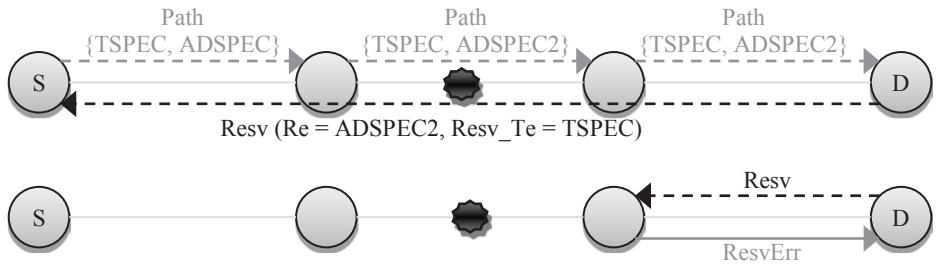


Figura 8.16 Dështimi i rritjes së gjerësisë së brezit e manaxhuar nga a) nyja burim b) destinacion për DERR

Strategjia DERR duket të jetë më e shpejtë se strategjitë e tjera të rirrugëzimit fundor, të cilat përdorin rirrugëzimin e rrugëve, përfshirë DShRR.

8.4 Simulimi në OPNET i dy strategjive DShRR dhe DERR

Nëpërmjet këtij simulimi në Opnet ne duam të tregojmë se ka një perputhje midis analizës e rezultateve teorike me rezulatet që do të merreshin në praktikë nëse metoda jonë do zbatohet. Megjithëse Opnet është një software për simulimin e rrjetave të Telekomunikacionit, modelet, protokollet dhe paisjet që ai përfshin kanë një qasje gati të njëllojtë me paisjet fizike që përdoren në praktikë. Eksperimenti ynë është përqëndruar në analizën e rrugëve të kërkesave, sesi reagojnë ato në rastin nominal dhe në rast dështimesh. Ne do të bëjmë një vlerësim të trafikut rrjedhës në secilën rrugë të rrjetit tonë në të dy rastet. [28], [33].

Do të përdorim simulatorin e rrjetit OPNET për të zbatuar dy strategjitë e propozuar DShRR dhe DERR në një rrjet virtual. Rrjeti i përdorur do jetë rrjeti i figurës 8.1 i paraqitur në shtrimin teorik të problemeve. Ky rrjet përdoret për të dy strategjitë. Do

përpiqemi të tregojmë se shtrimi i problemit të rirrugëzimit dhe rezultatet teorike për dy strategjitë e prezantuara përputhen me rezultatet e marra nga simulimi. Do të mundohemi të tregojmë se në rast dëmtimesh, kërkesat e ndërprera arrijnë të rrugëzohen në rrugët e mbetura të rrjetit dhe në këtë mënyrë trafiku nuk ndërpritet.

Strategjia standarte e rirrugëzimit MPLS, e shënuar si Rirrugëzimi i Shpejtë MPLS, është një strategji mbrojtje. Rirrugëzimi i Shpejtë MPLS mbron LSP - të parësore nëpërmjet LSP - ve rezervë. Në rast dështimi, ruteri i të dhënave dalëse (upstream) zbulon dështimin dhe kalon apo ndërron trafikun në rrugët LSP rezervë të përshtatshme.

Ky mekanizëm është një mbrojtje lokale, e cila garanton një kohë restaurimi shumë të vogël (≤ 100 ms). Kjo procedurë ndiqet nga rirrugëzimi nëpërmjet rrugëve rezervë të optimizuara fundore.

Ne do të përshtasim metodën tonë për një rrjet si në shembujt e mësipërme duke modifikuar LSP - të e nyjeve të rrjetit duke përdorur konfigurimin statik, si për rrugët parësore ashtu edhe për ato të rirrugëzimit.

8.4.1 Rasti Nominal

Ndërtojmë rrjetin e figurës 8.1 në Opnet me ndryshimin se duhet të përdorim dy rutera LER në hyrje dhe dalje të rrrjetit Mpls.

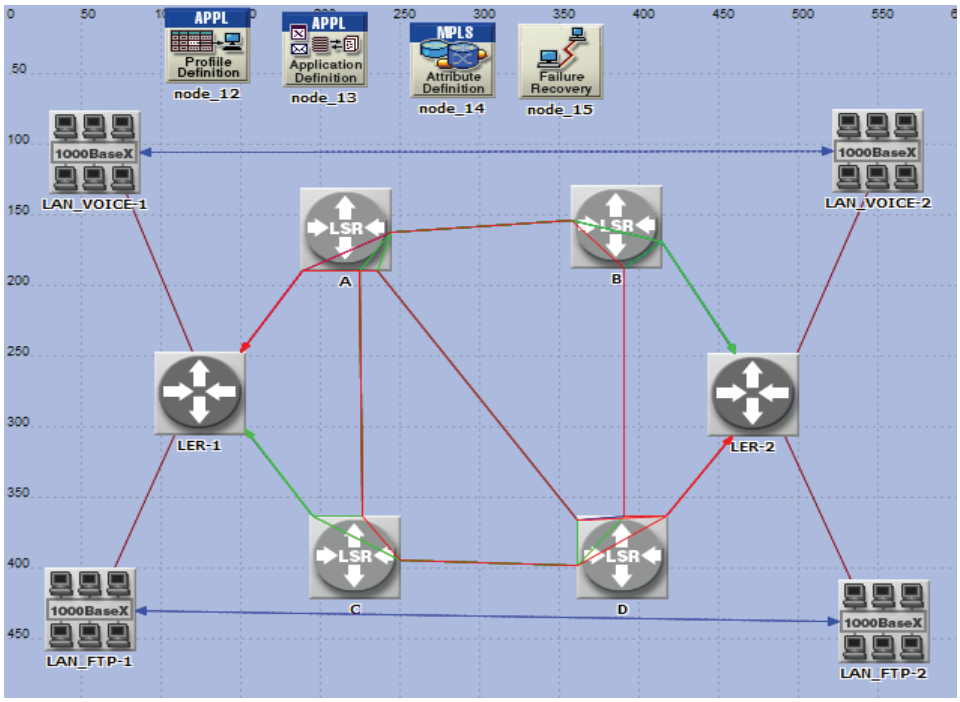


Figura 8.17 Pamja e rrjetit të simuluar në OPNET

Këta rutera nuk ndryshojnë asgjë në lidhje me kërkesat për trafik por thjesht shpërndajnë trafikun sipas kërkesave tona në bazë të etiketave dhe FEC. I paraqesim kapacitet e lidhjeve të normalizuara në njësi sipas shembullit tonë, pasi kapaciteti në rastet reale ndryshon në bazë të kërkesave dhe pajisjeve të përfshira në rrjet.

Rrjeti ynë ka 4 nyje A, B, C dhe D dhe 5 lidhje (A, B), (A, C), (A, D), (B, D) dhe (C, D) me kapacitet respektivisht AB = 5 Nj/s, AD = 5 Nj/s, BD = 4 Nj/s, AC = 2 Nj/s dhe CD = 3 Nj/s dhe të njëjtën kosto unitare.

Për të përmbushur kushtet tona të rrjetit, pra kërkesat: (A, B) [blu] me një volum të kërkesës prej 3 Kb/s, (B, C) [jeshile] me një volum të kërkesës prej 2 Kb/s dhe (A, D) [e kuqe] me volum 4 Kb/s, ne konfigurojmë lidhjet dhe kapacitetet e tyre. Në rrjetin MPLS të simuluar më poshtë zgjedhim dy tipe kërkesash për t'u rrugëzuar në rrjet. Gjenerojmë trafik voice dhe ftp si në tabelën e mëposhtme që të kenë një kapacitet të nevojshëm për të përmbushur gjenerimin e trafikut sipas kërkesave të dëshiruara:

Tabela 8.1 : Përshkrimi trafikut

Kërkesat	Sasia e trafikut
LAN_VOICE-1 = > LAN_VOICE-2	6 MB/10 MIN
LAN_FTP-1 = > LAN_FTP-2	6 MB/10 MIN
LAN_VOICE-2 = > LAN_VOICE-1	2 MB/10 MIN
LAN_FTP-2 = > LAN_FTP-1	4 MB/10 MIN

Në Tabelën 8.1 më sipër paraqitet trafiku i dërguar në rrjet.

Konfigurimi i rrjetit në Opnet bëhet përmes disa hapave dhe konfigurimeve tejet rigoroze ashtu si dhe në zbatimet praktike të një rrjeti MPLS.

Hapi I: Për të bërë një lidhje llogjike midis analizës dhe shembujve teorikë të përdorur në tezë ne ndërtojme dhe simulojmë një rrjet të përbërë nga gjashtë (6) rutera dhe katër (4) rrjete LAN. Secili rrjet LAN është i përbërë nga 1000 PC, kjo për të patur një qasje sa më reale me rrjetet praktike MPLS. Katër (4) nga gjashtë (6) ruterat, janë rutera të rrjetit brendshëm MPLS ose Ruterat e ndërrimit etiketave LSR (*Label Switched Router*), dhe dy (2) janë ruterat kufi të etiketës LER (*Label Edge Router*), ose rutera kufinj midis rrjetit MPLS dhe atij IP.

Hapi II: Pas ndërtimit të rrjetit ai duhet të bëhet operativ dhe secila fazë e mëposhtme përcakton mënyrën se si ne duam që të dhënat të transmetohen në rrjet. Fillimisht, përmes dy modeleve konfigurues *Profile definition* dhe *Application definition* konfigurojmë katër (4) kërkesat, dy prej të cilëve si kërkesa *real voice* dhe dy si kërkesa *ftp*. Gjithashtu, këtu zgjedhim dhe kohën kur fillon dhe kohën gjatë të cilit është operativ secili aplikacion.

Hapi III: Tashmë duhet të konfigurojmë sasinë e të dhënave që duhet të gjenerojë secili aplikacion përmes rrjetit MPLS. Siç u përmend dhe më sipër, qëllimi ynë është që të zbatojmë rrjetin e paraqitur në shembullin teorik të përdorur në tezë (Figura 8.1). Në këtë shembull tregohet se trafiku e ka fillesën nga dy nyje A dhe B. Akoma më tej vëmë re se sasia e informacionit që dërgohet në rrjet me fillesë nyjen A është 12 njesi dhe ajo me fillesë nga nyja B është 6 njesi. Për këtë arsye zgjedhim dhe konfigurojmë që sasia e informacionit apo e të dhënave që do dërgohet nga *LAN voice 1* drejt *LAN voice 2* është 6MB/10 min dhe ajo nga *LAN ftp 1* drejt *LAN ftp 2* do të jetë po 6 MB/10 min. Në mënyrë të ngjashme konfigurojmë sasinë e të dhënave nga *LAN voice 2* drejt *LAN voice 1* me 2 MB/10 min dhe nga *LAN ftp 2* drejt *LAN ftp 1* me 4MB/10 min.

Hapi IV: MPLS si tipar themelor ka trajtimin e diferencuar që i bën llojeve të trafikut në bazë të konfigurimeve të kushtëzuara nga rrjeti që ne duam të zbatojmë. Kjo bëhet përmes dy parametrave FEC dhe Traffic Trunk. Zgjedhim dy tipe trafiqesh për t'u gjeneruar nga paisjet fundore në rrjetin tonë MPLS: trafik Voice (udp) dhe trafik FTP (tcp). Arsyeja pse e bëjmë këtë është sepse, në këtë mënyrë, me daljen e rezultateve përfundimtare ne mund të bëjmë një analizë të plotë për të dy llojet e protokolleve të transportit *tcp* dhe *udp*, ose me fjalë të tjera përfshijmë të gjithë llojet e trafikut në analizën tonë.

Hapi V: Një rrjet MPLS operon në bazë të rrugëve LSP. Përmes modeleve që ofron OPNET në libraritë e tij, zgjedhim dhe ndërtojmë LSP statike në rrjet. Duke u bazur tek shembulli teorik do të ndërtojmë dhe konfigurojmë këto LSP:

Hapi VI: Konfigurimi më i rëndësishëm në rrjet është konfigurimi i dy ruterave LER pasi janë ata që vendosin per gjithçka në rrjete. Më sipër paraqitet ndërtimi i gjithë LSP - ve në rrjet. Por, në fakt, është konfigurimi i LER, i cili përcakton se cilat rrugë janë primare dhe cilat rezervë. Këtu përcaktojmë se cilat të dhëna lejohet të hyjnë në secilën ndërfaqe të ruterit në bazë të *traffic trunk* dhe *Fec*. Këtu parashikojmë se në rast dështimi të një lidhjeje midis dy ruterava trafiku që duhet të kalonte përmes asaj lidhjeje

duhet të kalojë në rrugët rezervë të **paracaktuara nga ne**. Kjo na siguron që trafiku i kërkuar të mos ndërpritet për asnjë çast.

Nuk mbetet gjë tjetër veçse të bëjmë simulimet për rastin nominal dhe për dy rastet e dështimit në secilën strategji rirrugëzimi. Pra, fillimisht, simulojmë rrjetin pa dështim dhe këtë e quajmë rast nominal. Më pas, përmes një modeli konfigurues që ofron Opnet, parashikojmë një dështim në lidhjen CD ashtu sikurse në shembullin teorik.

Pas dështimit, përgjegjës për zbulimin e tij, jane dy protokollet e sinjalizimit RSVP dhe CR-LDP. Opnet i ofron të dy këto protokolle dhe ne mund të zgjedhim të konfigurojmë njërin prej tyre pasi ata praktikisht kryejnë të njëjtin funksion. Por protokolli RSVP ofron rezultate më të larta në termat e kostos dhe shpejtësisë. Zgjedhim protokollin RSVP dhe e konfigurojmë atë për kohët e përgjimit të efikasitetit të rrjetit. Mekanizmin e funksionimit të tij e kemi përcaktuar në paragrafet paraardhëse.

8.4.2 Rezultatet e simulimit

Këtu paraqitet *throughputi* në b/s midis ruterave A, B, C dhe D në rrjetin tonë. Nga rezultatet duket që trafiku është i balancuar sipas zgjedhjes sonë:

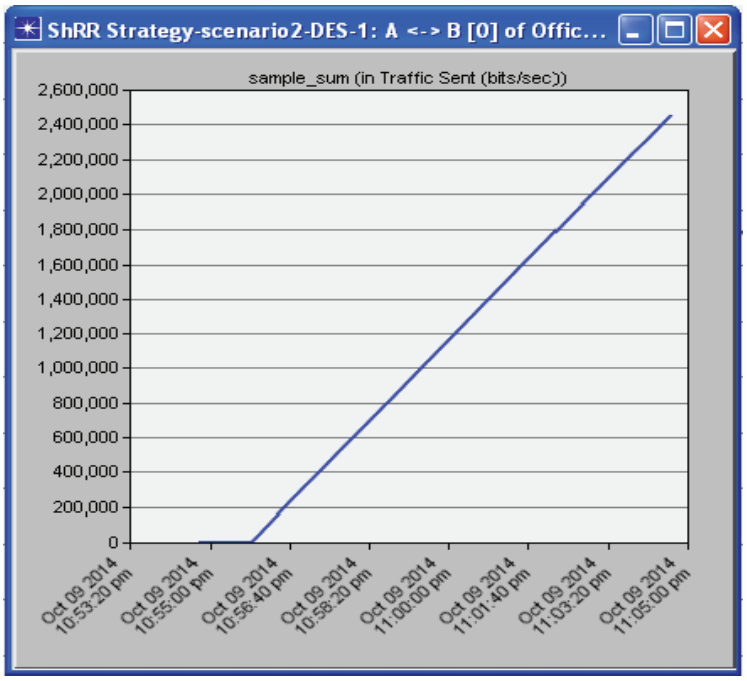


Figura 8.18 Throughputi A =>B

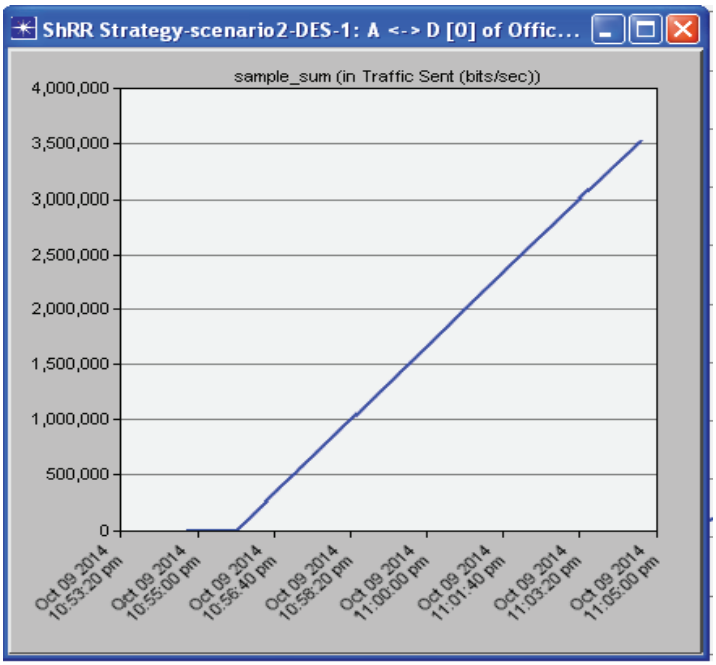


Figura 8.19 Throughputi A =>D

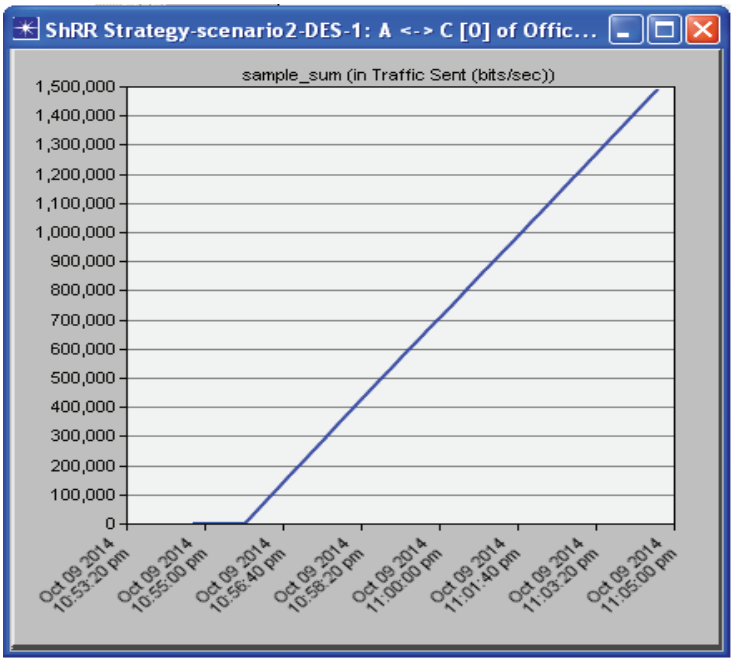


Figura 8.20 Throughputi A =>C

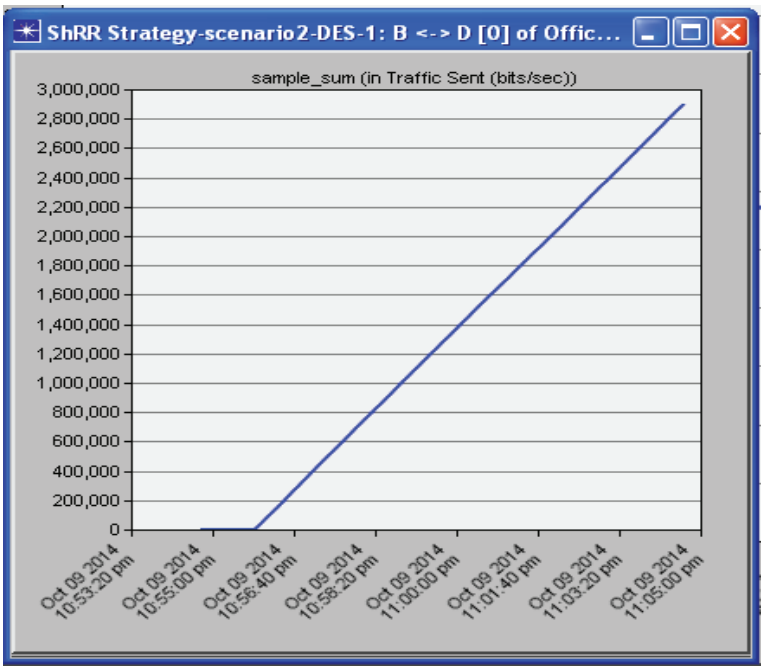


Figura 8.21 Throughputi B =>D

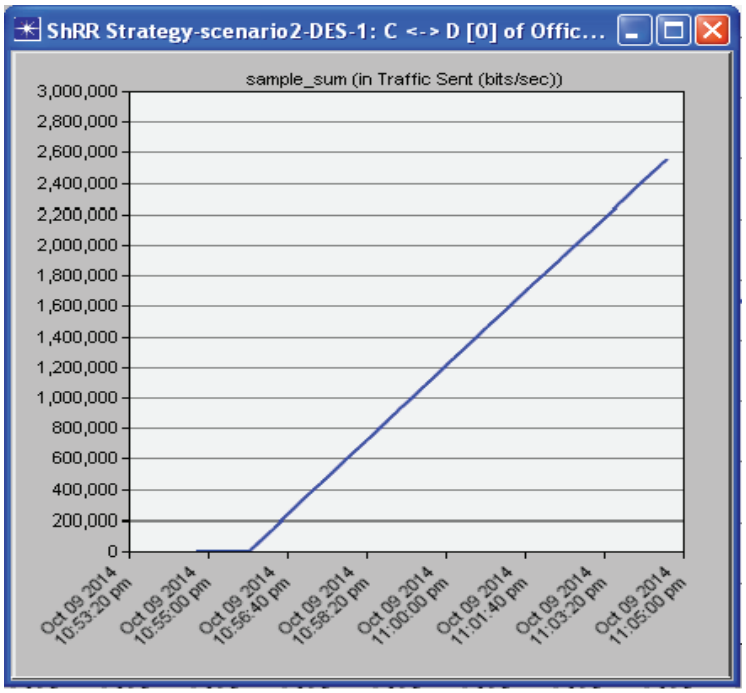


Figura 8.22 Throughputi C =>D

8.4.3 Rezultatet për strategjinë DShRR kur kemi një dështim lidhje

Tashme le të marrim në konsideratë dështimin e lidhjes CD në minutën e 5 - të të simulimit nga 10 të tilla.Konfigurimi i rrjetit është përmbledhur në tabelën e mëposhtme.

Tabela 8.2: Plani i rrugëve për teorinë DSHRR:

Ruteri LER	Emërtimi LSP	Ngjyra e LSP	Tipi i të dhënave	Sasia e të dhënave	Tipi i prioritetit të rrugës
1	AD	kuqe	voice	3	*primare*
1	ABD	kuqe	voice	2	*Primare*
1	ACD	kuqe	voice	1	*Primare*
1	AB	blu	ftp	3	*Primare*
1	ADB	blu	ftp	3	*Primare*
1	**CADB**		**…**	**…**	**backup**
2	BAC	jeshile	voice	3	Primare
2	BDC	jeshile	ftp	2	Primare
2	BADC	jeshile	ftp	1	primare

Siç paraqitet në figurën 8.23 më poshtë, pas minutës së dytë, shuma e trafikut *throughput*, në lidhjen CD mbetet në nivelin kostant afërsisht 1 Mb/s, pra tafiku pushon së kaluari nga kjo rrugë.

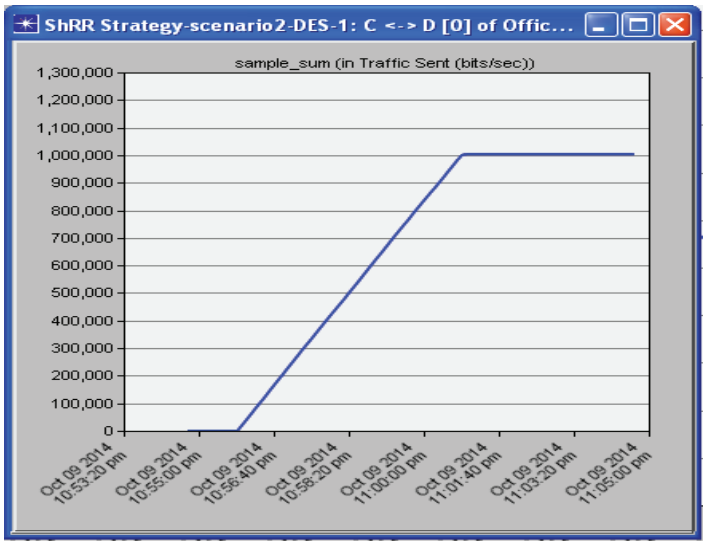


Figura 8.23 Throughputi C =>D pas dështimit të lidhjes CD

Ashtu sikurse pohojmë në shtrimin teorik të problemit për DSHRR dështimi i lidhjes CD ndërpret dy lloje trafiku, atë të kuq dhe atë jeshil. Por, siç pranojmë në shtrimin teorik të problemit, më shqetësues është trafiku jeshil pasi ai i kuq mund të rirrugëzohet kollaj në rrugët e mbetura me kapacitet të mjaftueshëm. Konkretisht dy kërkesat jeshile që ndërpriten janë BDC dhe BADC. Ne paraprakisht kemi zgjedhur se në raste dështimi trafiku do rirrugëzohet në rrugën CADB. Pra do shohim trafikun rrjedhës të lidhjeve përbërëse të kësaj rruge.

Figura 8.24 Throughputi C =>A pas dështimit të lidhjes CD

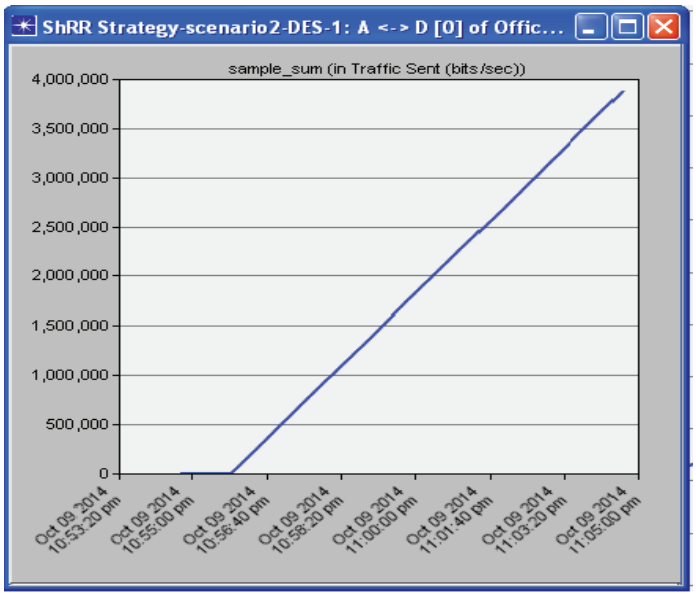


Figura 8.25 Throughputi A =>D pas dështimit të lidhjes CD

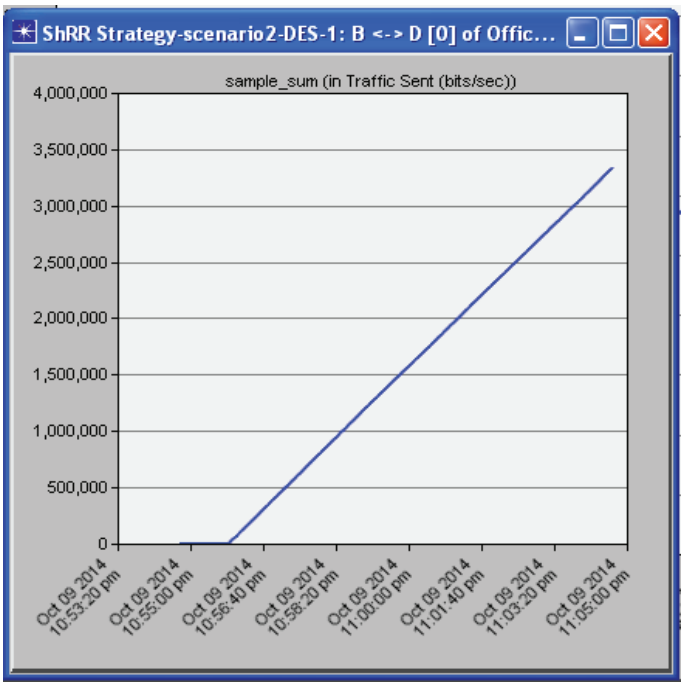


Figura 8.26 Throughputi D =>B pas dështimit të lidhjes CD

Le të shikojmë nëse mundemi ta realizojmë me këto kapacitete që kemi parashtruar në problem. Faktikisht mundemi duke kaluar trafikun në rrugët e tjera. Sa për lidhjet e tjera ato kanë kapacitet të mjaftueshëm për të rrrugëzuar 100% të trafikut të

kërkuar. Duhet të bëjmë një lloj marrëveshje midis kostove dhe burimeve shtesë që duhen në rrjet dhe saktësisë së rindërtimit. Në qoftë se duam të rirrugëzojmë në masën 100% sigurisht që duhet të rrisim gjerësinë e bandës dhe kjo në ditët e sotme, kur operojmë me fibër me kapacitete shumë të larta, sigurisht që është e realizueshme.

Pra trafiku, që lidhja rezervë CADB (BDAC) duhet të jetë e aftë që të rirrugëzojë, është trafiku i cili mbetet pa rrugëzuar nga dështimi i lidhjes. Në rastin nominal, shuma e trafikut të dërguar në lidhjen CD është 2.55 Mb/s dhe pas dështimit të lidhjes vetëm 1 njësi arrin të transmetohet para se dështimi të ndodhë, gjë që çon në nevojën që 1.55 Mb/s për minutat e mbetura, të rrugëzohen në lidhjen rezervë të zgjedhur. Nga figura 8.24-8.26 shihet se arrihet të rirrugëzohet me sukses një pjesë e mirë e trafikut por jo e gjitha. Më e rëndësishmja, trafiku i gjithë kërkesave nuk ndërpritet asnjëherë.

8.4.4 Rezultatet për strategjinë DERR kur kemi një dështim lidhje

Rezultatet për rastin nominal janë të njëjta me rastin nominal për strategjinë DShRR prandaj do të përdorim rezultatet e figurave 8.18 - 8.23.

Tabela 8.3: Plani i rrugëve për teorinë DERR

Ruteri LER	Emërtimi LSP	Ngjyra e LSP	Tipi i të dhënave	Sasia e të dhënave	Tipi i prioritetit të rrugës
1	AD	kuqe	voice	3	*primare*
1	ABD	kuqe	voice	2	*Primare*
1	ACD	kuqe	voice	1	*Primare*
1	AB	blu	ftp	3	*Primare*
1	ADB	blu	ftp	3	*Primare*
1	**CAB**		**…**	**…**	**backup**
2	BAC	jeshile	voice	3	Primare
2	BDC	jeshile	ftp	2	Primare
2	BADC	jeshile	ftp	1	primare

Paraqesim rezultatet për lidhjen rezervë që tregon dhe aftësinë e strategjisë për të rirrugëzuar trafikun e kërkuar.

Tashmë le të marrim në konsideratë dështimin e lidhjes CD në minutën e 5-të të simulimit nga 10 të tilla. Konfigurimi i rrjetit është përmbledhur në tabelën e mëposhtme.

Trafiku rrjedhës është paraqitur nëpërmjet grafikëve të mëposhtëm. Ne do të interesohemi për rrugën rezervë CAB, e cila formohet nga dy lidhjet CA dhe AB. Në rastin nominal shuma e trafikut në secilën prej lidhjeve ishte përkatësisht për CA = 1.5 Nj/s dhe për AB = 2.5 Nj/s. Pas simulimit grafikët e marrë për secilën lidhje janë si në figurat e mëposhtme.

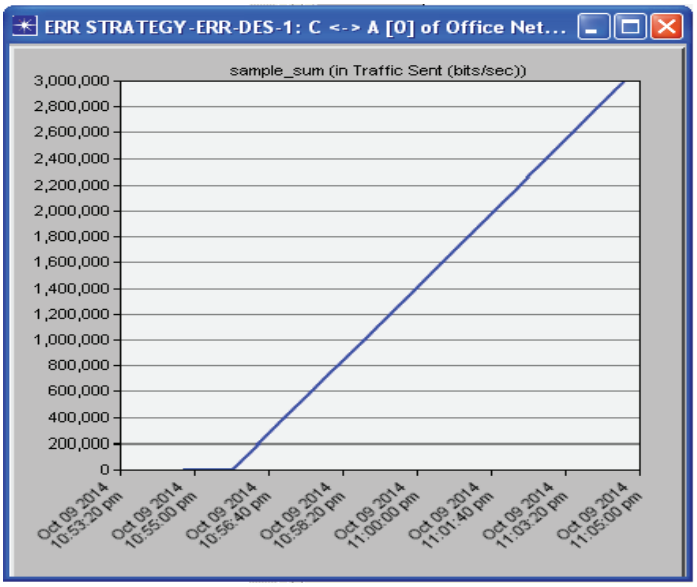


Figura 8.27 Throughputi A =>C pas dështimit të lidhjes CD

Pra trafiku që lidhja rezervë CAB (BAC) duhet të jetë e aftë të rirrugëzojë, është trafiku i cili mbetet pa rrugëzuar nga dështimi lidhjes. Në rastin nominal shuma e trafikut të dërguar në lidhjen CD është 2.5 Mb/s dhe pas dështimit të lidhjes vetëm një madhësi prej 1 Mb/s arrin të transmetohet para se dështimi të ndodhë, gjë që çon në nevojën që 1.55 Mb/s të tjera të rrugëzohen në lidhjen rezervë të zgjedhur. Nga figurat 8.27 - 8.28 vëmë re se, shuma e trafikut rrjedhës në lidhjet e rrugës rezervë janë përkatësisht CA = 3 Nj/s dhe AB = 4 Nj/s.

Figura 8.28 Throughputi A =>B pas dështimit të lidhjes CD

Kurse shuma e trafikut rrjedhës e rrugëve të tjera ngelet si në rastin nominal, sepse ato interesohen kryesisht për kërkesat e paprekura nga dështimi i lidhjes CD. Pra shihet se arrihet të transmetohet me sukses edhe pjesa e mbetur e trafikut ose shuma prej 1.4 Mb/s për minutat e mbetura pas dëmtimit ose 93.6% e trafikut, kjo pasi në ndryshim nga rasti DShRR, rrisim kapacitetin e lidhjes CA (zgjerimi i kapacitetit të lidhjeve elastike). Pra, arrihet të rirrugëzohet me sukses një pjesë e mirë e trafikut dhe më e rëndësishmja trafiku i gjithë kërkesave nuk ndërpritet asnjëherë.

Tabela 8.4 Paraqitja krahasimore e Rastit Nominal, DShRR dhe DERR

Linku	Rasti Nominal	DShRR	DERR
A↔B	2500	2500	3900
A↔D	3500	3900	3500
A↔C	1500	1900	3000
B↔D	2900	3300	2900
C↔D	2500	1000	1000

Në tabelën 8.4 më sipër përmbledhim rezultatet për sa i përket shumës së trafikut ndërmjet secilit router. Duke qenë se pas dështimit të lidhjes CD vetëm rrugët backup CADB dhe CAB preken nga ndryshimi në table paraqesim me ngjyrë të kuqe vetëm lidhjet që krijojnë këto rrugë. Lidhjet e tjera që nuk marrin përsipër të rirrugëzojnë trafik qëndrojnë në vlerat e rastit nominal.

Pra vërtetuam nëpërmjet këtij eksperimenti se metoda e propozuar DERR mund të përshtatet natyrshëm me rrjetet MPLS, duke siguruar në çdo rast funksionimin e rrjetit.

Eksperimente të tjera duhet të realizojmë për optimizimin e metodës si në termat e kohës së restaurimit ashtu edhe në dinamizmin e konfigurimeve për cdo rast dëmtimesh në rrjet.

PËRFUNDIME DHE OBJEKTIVA MBI PUNIMIN

1. Përfundimet e Punimit

Në ditët e sotme rrjetat e telekomunikacioneve po rriten dhe zhvillohen vrullshëm, e së bashku me to zgjerohen në mënyrë të ndjeshme edhe shërbimet dhe kapacitetet të cilat rrjedhin në të. Sfidë për këto rrjeta, mbetet rrugëzimi me efikasitet zgjidhjeje e kostoje i trafikut në këto rrjeta, dhe sidomos restaurimi i tij në rast dëmtimesh apo defektesh në infrastukturë.

Në këtë punim është paraqitur krijimi dhe zhvillimi i një metode hibride të qëndrueshme restaurimi për rrjetat e telekomunikacionit dhe sidomos të atyre me pak nyje, sic janë rrjetat MPLS. Rrjetat MPLS kanë shfaqur një interes gjithnjë në rritje për teknikat e rirrugëzimit IP të rrjetit që ato ofrojnë, në mënyrë që të përftojmë një rindërtim më të shpejtë e me kosto sa më efikase.

Metoda e propozuar ka kaluar nëpërmjet një proçesi teorik, modelimi dhe eksperimental të zhvilluar në disa faza të përmbledhura si më poshtë vijon:

- Në fillim u paraqit një metodë e quajtur Rirrugëzimi i Qëndrueshëm (ShRR), e cila propozon një metodë hibride rirrugëzimi që kombinon cilësi nga tre metoda ekzistuese rirrugëzimi:
  - Nga metoda mbrojtëse Larmishmëri Rrugësh (PD), prej të cilës u mor ideja e krijimit të disa rrugëve për rrugëzimin e trafikut.
  - Nga metoda Rirrugëzim Global (GR), prej të cilës u mor ideja e rirrugëzimit edhe të disa kërkesave të padëmtuara në raste dëmtimesh.
  - Nga metoda e Rirrugëzimit Fundor me lëshim kapacitetesh (WR) mori idenë e lëshimit të kapaciteteve të rrugëve nga kërkesat e dëmtuara.

Pas modelimit matematikor të metodës dhe të zhvillimit të algoritmit në programin C++ e IBM ILOG CPLEX, testuam metodën për disa rrjete dhe e krahasuam me metodat ekzistuese në termat e dimensionimit të rrjetit. Përfundimet janë si më poshtë :

- Zgjidhja e metodës është bazuar në metodën e gjenerimit të kolonës, e cila këtu i korrespondon rrugës më të shkurtër të llogaritur për grafin fillestar, vlerësuar nga koeficentët dual.
- Theksojmë se ne qëllimisht nuk kemi raportuar asnjë detaj lidhur me kohën e llogaritjes (kompjuterike), duke qënë se qëllimi kryesor i punimit

është të sigurojë një krahasim në termat e kostos së përgjithshme të rrjetit kundrejt metodave të tjera të rindërtimit.

- Duke vlerësuar eksperimentet rezulton që kjo metodë, duke vlerësuar koston e dimensionimit, qëndron ndërmjet rirrugëzimit global dhe rirrugëzimit fundor me lëshim kapaciteti.
- Metoda kërkon përmirësime për t'u përdorur në rrjetat e telekomunikacionit.

- Me qëllim efikasitetin e rirrugëzimit si dhe të thjeshtimit të algoritmit, ne propozuam një përmirësim të metodës ShRR, e quajtur Rirrugëzimi Elastik i Qëndrueshëm (ERR) e cila pozicionohet midis ShRR dhe metodave mbrojtëse:
  - Ajo ngjan me ShRR sepse liron trafikun nga rrugët e kërkesave jo të ndërprera në mënyrë që të rrisë gjerësinë e brezit të rrugëve jo të ndërprera të kërkesave të ndërprera.
  - Ajo ngjan me strategjinë e mbrojtjes sepse nuk bën dallim ndërmjet rrugëzimit dhe rirrugëzimit të rrugëve.
  - Termi *elastik* i referohet përdorimit të rrugëve nominale, gjerësia e brezit e të cilave varion në varësi të gjendjes së rrjetit.

Përsëri pas modelimit matematikor të metodës dhe të zhvillimit të algoritmit në programin C++ e IBM ILOG CPLEX, e testuam atë për disa rrjete dhe e krahasuam me ShRR dhe metodat ekzistuese në termat e dimensionimit të rrjetit. Përfundimet janë si më poshtë:

- Strategjia ERR përdor të njëjtën bashkësi rrugësh si për rrugëzimin dhe rirrugëzimin.
- ERR përdor rrugë elastike, pra rrugë, gjerësia e brezit e të cilave, ndryshon bazuar në gjendjen e rrjetit.
- Duke vlerësuar eksperimentet rezulton që kjo metodë, duke vlerësuar koston e dimensionimit, qëndron ndërmjet rirrugëzimit ShRR dhe rirrugëzimit fundor me lëshim kapaciteti WR.

- Rrjetet MPLS kanë interes në teknikat e rirrugëzimit IP të rrjetit, në mënyrë që të përftojë një rindërtim më të shpejtë. Për nevojat e përshtatjes së metodës me protokollin e rrugëzimit MPLS u propozua një përmirësim i mëtejshëm i metodave të qëndrueshme ShRR dhe ERR dhe konkretisht variantet e shpërndara të tyre, Rirrugëzimin e Qëndrueshëm të Shpërndarë (DShRR) dhe Rrugëzimin Elastik të Shpërndarë (DERR).

Ndryshimi kryesor me metodat e para, qëndron në kufizimin e restaurimit vetëm në ekstremitetet e nyjeve të kërkesës së ndërprerë.

- Kjo është një zgjidhje natyrale, duke qënë se këto nyje do të informohen në rast dështimi dhe ato do të jenë shpejt në gjendje të veprojnë për të restauruar trafikun e humbur.
- Përfitimi i i parë, informacioni i gjendjes do të merret vetëm për një bashkësi dështimesh lidhjesh.
- Përfitimi i dytë, nyjet informohen për dështimin pa asnjë aksion shtesë.
- Në termat e efikasitetit të lidhjes dhe kostos së dimensionimit, metodat DShRR dhe DERR performojnë lehtësishtë më ulët se ShRR dhe ERR, por më mirë se ato fundore me lëshim kapacitetesh.
- Duke parë rezultatet e eksperimenteve metoda DERR jep rezultate shumë më të mira nëse kërkohet një restaurim i pjesshëm i kërkesave të ndërprera.

- Për të provuar metodën e propozuar DERR në një rrjet MPLS, kryem disa eksperiment në programin Opnet, nga i cili rezultoi:

U simulua një rrjet me katër nyje, pesë lidhje dhe tre kërkesa

Pasi këputëm njërën nga lidhjet vumë re që trafiku u rrit në rrugët e tjera duke treguar që metoda është efikase për Rrjetat MPLS.

2. Objektiva për të ardhmen.

Nga kjo tezë lindin drejtime të reja kërkimesh si në fushën teorike ashtu dhe në atë të aplikuar.

Në drejtimin teorik me interes janë çështjet e gjenerimit të kolonave që janë probleme të vështira sidomos në strategjitë e qëndrueshme të propozuara në tezë. Kjo do të lejonte që të mund të merrnim parasysh dhe të zgjidhnim problemin për rrjete me nje numër më të madh nyjesh. Një drejtim me interes do të jetë përshtatja e kësaj metode për rastet e dëmtimeve të pjesshme në rrjet. Në këtë rast vetëm një pjesë e trafikut që kalon në një lidhje do të humbet. Ky problem është shumë i rëndesishëm në ditët e sotme sidomos me ardhjen e rrjeteve celular optike të cilët kanë kapacitete variabël në funksion të faktoreve meteorike.

Nga ana e aplikuar ngjan me interes të zgjerohen testimet në OPNET në mënyrë që të matet koha e restaurimit dhe të krahasohet me metodat ekzistuese. Një drejtim tjetër do të jetë studimi i fisibilitetit për aplikimin e kësaj metode në rrjeta të tjera dhe eventualisht përshtatja për një aplikim të tillë.

Referenca

[1] Deepankar Medhi and Karthikeyan Ramasamy, 2007 "Network Routing: Algorithms, Protocols, and Architectures", pp 19-21, 30-49, 56-74.

[2] Z. Wang and J. Crowcroft,1996 Quality of service routing for supporting multimedia applications, IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Vol. 14, pp. 1228–1234.

[3] J. Y. Yen, 1970 An algorithm for finding shorter routes from all source nodes to a given destination in general network, Quart. Appl. Math., Vol 27, pp. 526-530.

[4] D. Eppstein, Siam J, 1998 Finding the k shortest paths. Computing 28(2) : pp. 652-673,.

[5] A. Bashllari, 2008 "Optimisation lexicographique et ses applications aux réseaux de télécommunications", PhD thesis.

[6] Hock, D., Hartmann, M., Menth, M., Pióro, M., Tomaszewski,A., & Zukowski, C. (2011). Comparison of IP-based and explicitpaths for one-to-one fast reroute in MPLS networks. TelecommunicationsSystems.doi:10.1007/s11235-011-9603-4.

[7] I. Shinko, Y. Foquet, D. Nace, "A Study on a Distributed Rerouting Scheme", Proc of AINA 2013, 25 - 28 March 2013, (27th International Conference on Advanced Information Networking and Applications), Barcelona, Spagna, pg. 1461 - 1466

[8] Lutton, J.-L., Nace, D., & Carlier, J. (2000). Assigning spare capacities. In Mesh survivable networks telecommunication systems, Vol. 13, pp. 441–451.

[9] Maurras, J.-F., & Vanier, S. 2004. Network synthesis under survivability constraints, 4OR.Quarterly Journal of Belgian, French and Italian OperationResearch Societies, 2(1), pp 53–67.

[10] M. Gondran, 1995 M. Minoux Graphes et algorithmes, 3 ed. Paris : Eyrolles.

[11] M. Minoux, Eds. Dunod 1983, Programmation mathématique, théorie et algorithmes, Vol. 2.

[12] G.L. Nemhauser and L.A. Wolsey, 1988 Integer and Combinatorial Optimization, Wiley Interscience Series in Discrete Mathematics and Optimization.

[13] T.Cormen, C.Leiserson, R.Rivest, C.Stein, 2009 "Introduction to Algorithms", Third Edition, pp 1048-1065

[14] L.Liu, B.Wu, Y.Li, J.Yu, 2000 "The Quadratic Shortest Path Problem and its Genetic Algorithm

[15] A, Fundo, A. Bashllari, D. Nace, I. Shinko, 2012 "A hybrid rerouting scheme".

[16] I. Shinko, Y. Fouquet, D. Nace, 2014 "Elastic routing for survivable networks'', Int. J. of Grid and Utility Computing.

[17] MPLS Fundamentals by Luc De Ghein.

[18] Traffic Engineering with MPLS by Eric Osborne, Ajay Simha.

[19] A. Tomaszewski, M. Pioro, Michal and M. Zotkiewicz, 2010"On the complexity of resilient network design", Networks: an International Journal, pp.108--118, volume 55.

[20] A. Tomaszewski, 2013 "The final answer to the complexity of a basic problem in resilient network design", Electronic Notes in Discrete Mathematics, 41, pp. 455-462.

[21] S. Orlowski and M. Pioro, 2012 "On the complexity of column generation in network design with path-based survivability mechanisms", Networks, 59, no. 1,132–147.

[22] D. Nace, M. Pióro, A. Tomaszewski, M. Żotkiewicz, September 2013"Complexity of a classical flow restoration problem", Networks, Volume 62, Issue 2, pp.149–160.

[23] RFC2209, 1997 Resource ReSerVation Protocol (RSVP) -- Message Processing Rules,

[24] RFC2205, 1997 Resource ReSerVation Protocol (RSVP) -- Version 1 Functional Specification, IETF,

[25] D. Nace, M. Pióro, A. Tomaszewski, M. Żotkiewicz, 2012"Complexity issues for a multicommodity flow problem with difficult dual separation".

[26] Koster A. M., Zymolka A., Jager M., Hulsermann R.: "Demand-wise Shared Protection for Meshed Optical Networks", Journal of Network and Systems Management, vol.13, no. 1, pp. 35-55, 2005.

[27] Wessaly R., Orlowski S., Zymolka A., Koster A. M., Gruber C.: "Demand-wise Shared Protection Revisited: A new Model for Survivable Network Design", Proceedings of International Network Optimization Conference (INOC), Lisbon, pp. 100-105, March 2005.

[28] Shinko I., Miho R., "Një skemë hibride e shpërndarë rrugëzimi për rrjetat MPLS", Buletini i Shkencave Teknike të UPT, Pranuar 30.01.2015 (press)

[29] Nace D., Pioro M., Tomaszewski A., Żotkiewicz M.:"A polynomial multicommodity flow problem with difficult path generation", 3rd International Congress on Ultra Modern Telecommunications and Control Systems and Workshops (ICUMT), Budapest, 5-7 october 2011.

[30] Lutton J.-L., Nace D., Carlier J.," Assigning spare capacities in mesh survivable networks" Telecommunication Systems, vol. 13, pp. 441-451, 2000.

[31] Mereu A., Cherubini D., Fanni A., Frangioni A.: "Primary and backup paths optimal design for trafic engineering in hybrid IGP/MPLS networks", 7th International Workshop on Design of Reliable Communication Networks 2009, DRCN 2009.

[32] Robertson N., Seymour P. D.: "Graph Minors. The Disjoint Paths Problem, Journal of Combinatorial Theory", Series B, Vol. 63, Issue 1, pp. 65-110, January 1995.

[33] Shinko I., Miho R., Lala A., Cela S., “Distributed Rerouting Scheme for MPLS Networks”, International Journal of Science, Innovation and New Technology, ISSN: 2223-2257, Vol. 1, no. 2, November 2014, Accepted: November 2014.