



ΕΘΝΙΚΟ ΜΕΤΣΟΒΙΟ ΠΟΛΥΤΕΧΝΕΙΟ
ΣΧΟΛΗ ΗΛΕΚΤΡΟΛΟΓΩΝ ΜΗΧΑΝΙΚΩΝ
ΚΑΙ ΜΗΧΑΝΙΚΩΝ ΥΠΟΛΟΓΙΣΤΩΝ
ΤΟΜΕΑΣ ΕΠΙΚΟΙΝΩΝΙΩΝ, ΗΛΕΚΤΡΟΝΙΚΗΣ & ΣΥΣΤΗΜΑΤΩΝ
ΠΛΗΡΟΦΟΡΙΚΗΣ

Μεθοδολογία προσομοίωσης δρομολόγησης πραγματικού χρόνου σε οπτικά δίκτυα με ατέλειες φυσικού στρώματος.

ΔΙΔΑΚΤΟΡΙΚΗ ΔΙΑΤΡΙΒΗ

Βασίλειος Ι. Αναγνωστόπουλος

Αθήνα, Νοέμβριος 2009



NATIONAL TECHNICAL UNIVERSITY OF
ATHENS

SCHOOL OF ELECTRICAL AND COMPUTER ENGINEERING
DIVISION OF COMMUNICATION, ELECTRONIC AND INFORMATION
ENGINEERING

**Methodology for the simulation of impairment aware
routing algorithms in real-time for optical networks.**

PHD THESIS

Vasileios I. Anagnostopoulos

Athens, November 2009



ΕΘΝΙΚΟ ΜΕΤΣΟΒΙΟ ΠΟΛΥΤΕΧΝΕΙΟ

ΣΧΟΛΗ ΗΛΕΚΤΡΟΛΟΓΩΝ ΜΗΧΑΝΙΚΩΝ
ΚΑΙ ΜΗΧΑΝΙΚΩΝ ΥΠΟΛΟΓΙΣΤΩΝ

ΤΟΜΕΑΣ ΕΠΙΚΟΙΝΩΝΙΩΝ, ΗΛΕΚΤΡΟΝΙΚΗΣ & ΣΥΣΤΗΜΑΤΩΝ
ΠΛΗΡΟΦΟΡΙΚΗΣ

Μεθοδολογία προσομοίωσης δρομολόγησης πραγματικού χρόνου σε οπτικά δίκτυα με ατέλειες φυσικού στρώματος.

ΔΙΔΑΚΤΟΡΙΚΗ ΔΙΑΤΡΙΒΗ

Βασίλειος Ι. Αναγνωστόπουλος

Συμβουλευτική Επιτροπή : Εμμανουήλ Ν. Πρωτονοτάριος (Επιβλέπων)

Μιχαήλ Ε. Θεολόγου

Ευστάθιος Δ. Συκάς

Εγκρίθηκε από την επταμελή εξεταστική επιτροπή την Τετάρτη, 18 Νοεμβρίου 2009

.....
Εμμανουήλ Πρωτονοτάριος
Ομότιμος Καθηγητής Ε.Μ.Π.

.....
Μιχαήλ Θεολόγου
Καθηγητής Ε.Μ.Π.

.....
Ευστάθιος Συκάς
Καθηγητής Ε.Μ.Π.

.....
Θεοδώρα Βαρβαρίγου
Καθηγήτρια Ε.Μ.Π.

.....
Βασίλειος Λούμος
Καθηγητής Ε.Μ.Π.

.....
Συμεών Παπαβασιλείου
Καθηγητής Ε.Μ.Π.

.....
Παναγιώτης Δεμέστιχας
Αν. Καθηγητής
Πανεπιστημίου Πειραιά

.....

Βασίλειος Ι. Αναγνωστόπουλος

Διδάκτωρ Ηλεκτρολόγος Μηχανικός και Μηχανικός Υπολογιστών Ε.Μ.Π.

Copyright © Βασίλειος Ι. Αναγνωστόπουλος, 2009.

Με επιφύλαξη παντός δικαιώματος. All rights reserved.

Απαγορεύεται η αντιγραφή, αποθήκευση και διανομή της παρούσας εργασίας, εξ ολοκλήρου ή τμήματος αυτής, για εμπορικό σκοπό. Επιτρέπεται η ανατύπωση, αποθήκευση και διανομή για σκοπό μη κερδοσκοπικό, εκπαιδευτικής ή ερευνητικής φύσης, υπό την προϋπόθεση να αναφέρεται η πηγή προέλευσης και να διατηρείται το παρόν μήνυμα. Ερωτήματα που αφορούν τη χρήση της εργασίας για κερδοσκοπικό σκοπό πρέπει να απευθύνονται προς τον συγγραφέα.

Οι απόψεις και τα συμπεράσματα που περιέχονται σε αυτό το έγγραφο εκφράζουν τον συγγραφέα και δεν πρέπει να ερμηνευθεί ότι αντιπροσωπεύουν τις επίσημες θέσεις του Εθνικού Μετσόβιου Πολυτεχνείου.

1. Ευχαριστίες

Η παρούσα Διδακτορική Διατριβή εκπονήθηκε κατά τη διάρκεια του χρονικού διαστήματος από τον Οκτώβριο του 2002 έως το Ιούνιο του 2009, στο εργαστήριο Τηλεπικοινωνιών του τομέα Επικοινωνιών, Ηλεκτρονικής και Συστημάτων Πληροφορικής, στη Σχολή Ηλεκτρολόγων Μηχανικών και Μηχανικών Υπολογιστών του Εθνικού Μετσόβιου Πολυτεχνείου.

Η διατριβή αυτή αποτέλεσε εξαιρετική ευκαιρία για να ασχοληθώ με ενδιαφέροντα ερευνητικά θέματα τα οποία περιστρέφονται γύρω από την αρχιτεκτονική, διαχείριση και προσομοίωση ενός οπτικού δικτύου με ατέλειες φυσικού στρώματος. Τα προσωπικά οφέλη ήταν τόσο σε προγραμματιστική εμπειρία όσο και στην κατανόηση της μαθηματικής θεωρίας που διέπει αυτά τα δίκτυα.

Στην μακρόχρονη αυτή πορεία αυτή πολλούς συνεργάτες με τους οποίους πολύτιμες συζητήσεις αποκάλυψαν πτυχές του θέματος οι οποίες δεν θα ήταν δυνατόν να διερευνηθούν μόνο με την ανάγνωση των σχετικών δημοσιεύσεων. Η κυριότερη συνεισφορά πρέπει να αποδοθεί στην επίκουρη καθηγήτρια του Πανεπιστημίου Πελοποννήσου Χριστίνας (Τάνιας) Πολίτη η οποία πέρα από τις συνεχείς συζητήσεις έπαιξε σημαντικό ρόλο στην αποσφαλμάτωση του κώδικα που κάνει την προσομοίωση. Άμεσες συζητήσεις με πληθώρα πληροφορίας συνεισέφεραν ο αναπληρωτής καθηγητής Αλέξανδρος Σταυδάς και ο λέκτορας Χρήστος Ματρακίδης επίσης του Πανεπιστημίου Πελοποννήσου οι οποίοι με έφεραν σε επαφή με το ερευνητικό αυτό θέμα. Ο κώδικας που προσομοιώνει τις ατέλειες παραδόθηκε από τον δρα Στέλιο Συγγλέτο (RESIT/AIT) . Σε εμένα αφέθηκε το βάρος να τον τροποποιήσω για να τον κάνω κατάλληλο για προσομοιώσεις πραγματικού χρόνου. Βαθειές συζητήσεις γύρω από την διαχείριση οπτικών δικτύων είχα με τον δρα Ιωάννη Πικραμένο.

Ο επιβλέπων καθηγητής Εμμανουήλ Πρωτονοτάριος έπαιξε αποφασιστικό ρόλο στη διαμόρφωση της διτριβής αυτής με τη συνεχή επιμονή του για ποιότητα και σοβαρότητα μαθηματικής παρουσίασης κάτι το οποίο αύξησε άρδην τις ευθύνες μου για το περιεχόμενο που παραδίδω. Η κα Θεοδώρα Βαρβαρίγου έπαιξε σημαντικό ρόλο σε ηθικό επίπεδο εμπιστευόμενη μου δύσκολα Ευρωπαϊκά προγράμματα. Παράλληλα τονώνοντας την αυτοπεποίθησή μου για τις δυνατότητές μου και ούσα ευπρόσιτη σφράγισε την περάτωση αυτής της προσπάθειας. Τα υπόλοιπα μέρη της τριμελούς επιτροπής φέθηκαν άψογα στα διαδικαστικά θέματα κάτι το οποίο σπανίζει στις μέρες μας.

Ωστόσο, το σημαντικότερο μέρος της προσπάθειας αυτής καθώς και η οποιαδήποτε επιτυχία αποδίδονται στους γονείς μου. Θα ήταν άδικη η παραθεση των τρόπων με τους οποίους συνεισέφεραν γιατί πάντα θα είναι ατελής. Η αρραβωνιαστικιά μου Ξένη Σακλαρίδου έπαιξε μεγάλο ρόλο σε ηθικό επίπεδο δείχνοντας κατανόηση.

Η διατριβή αυτή έγινε πραγματικότητα αποκλειστικά με τη χρήση ανοικτού λογισμικού. Αυτοί οι άνθρωποι με τη συνεισφορά τους αποτελούν λαμπρά παραδείγματα στην κοινωνία μας και παραδείγματα προς μίμηση.

Τέλος χωρίς βοήθεια Θεού δε γίνεται τίποτε, ούτε ένα διδακτορικό.

Βασίλειος Ι. Αναγνωστόπουλος

2. Πίνακας περιεχομένων

<u>1.</u> Ευχαριστίες.....	1
<u>2.</u> Πίνακας περιεχομένων.....	1
<u>3.</u> Πρόλογος.....	3
<u>4.</u> Συνοψη της κλασσικής θεωρίας δρομολόγησης.....	5
<u>4.1</u> Εισαγωγή.....	5
<u>4.2</u> Πρωτόκολλα δρομολόγησης.....	7
<u>4.3</u> Το πρόβλημα της δρομολόγησης στα δίκτυα νέας γενιάς.....	8
<u>4.4</u> Δρομολόγηση QoS.....	13
<u>5.</u> Συνοψη της θεωρίας δρομολόγησης σε δίκτυα MPLS.....	16
<u>5.1</u> Εισαγωγή.....	16
<u>5.2</u> MPLS σε αντιδιαστολή με το ATM.....	19
<u>5.3</u> Μηχανική Κίνησης Traffic Engineering.....	22
<u>5.4</u> MPLS και δρομολόγηση.....	23
<u>5.5</u> Απαιτήσεις για δρομολόγηση σε δίκτυα MPLS.....	25
<u>5.6</u> Συνήθεις παραδοχές στην ερευνητική βιβλιογραφία.....	28
<u>6.</u> Δρομολόγηση σε MPLS δίκτυα.....	30
<u>6.1</u> Εισαγωγή.....	30
<u>6.2</u> WDM δίκτυα (All Optical Networks, AONs).....	33
<u>6.3</u> WDM δίκτυα και impairments.....	36
<u>6.4</u> Οι αρχιτεκτονικές ASON και GMPLS για οπτικά δίκτυα.....	37
<u>6.5</u> Παραδοχές και μαθηματικό μοντέλο δρομολόγησης σε οπτικά δίκτυα.....	40
<u>6.6</u> Το πρόβλημα της δρομολόγησης και της ανάθεσης μήκους κύματος.....	41
<u>7.</u> Δρομολόγηση σε οπτικά δίκτυα χωρίς ατέλειες φυσικού στρώματος.....	45
<u>7.1</u> Ο αλγόριθμος CSPF.....	45
<u>7.1.1</u> Περιγραφή της θεωρίας για δίκτυα μεταγωγής πακέτου.....	45
<u>7.1.2</u> Επίλυση του προβλήματος για δίκτυα μεταγωγής πακέτου.....	46
<u>7.1.3</u> Περιγραφή της θεωρίας για WDM δίκτυα.....	48
<u>7.1.4</u> Επίλυση του προβλήματος για WDM δίκτυα.....	49
<u>7.1.5</u> Πλεονεκτήματα.....	49
<u>7.1.6</u> Μειονεκτήματα.....	50
<u>8.</u> Ο αλγόριθμος SWPF.....	50
<u>8.1.1</u> Περιγραφή της θεωρίας για δίκτυα μεταγωγής πακέτου.....	50
<u>8.1.2</u> Επίλυση του προβλήματος για δίκτυα μεταγωγής πακέτου.....	53
<u>8.1.3</u> Περιγραφή της θεωρίας για WDM δίκτυα.....	56
<u>8.1.4</u> Πλεονεκτήματα.....	62
<u>8.1.5</u> Μειονεκτήματα.....	63
<u>8.2</u> Δρομολόγηση σε περιβάλλοντα PLI (Physical Layer impairments).....	63
<u>8.2.1</u> Το πρόβλημα των PLI.....	63
<u>8.2.2</u> Ο ρόλος των PLI.....	65
<u>8.2.3</u> Μαθηματικό μοντέλο των PLIs.....	67
<u>8.2.4</u> Ο αλγόριθμος για τον υπολογισμό του FWM.....	71
<u>8.3</u> Ανασκόπηση παρόντων προσεγγίσεων.....	89
<u>8.3.1</u> Χρήση προσθετικού κόστους ως το μόνο περιορισμό.....	89

8.3.2	Χρήση πολλαπλών υποψήφιων μονοπατιών.....	91
8.3.3	Απευθείας επίλυση του πλήρους προβλήματος.....	92
8.4	Φράγματα για την απόσταση.....	92
8.5	Απλοποιήσεις σε μεγέθη αρχείων και στον υπολογισμό.....	98
8.6	Μετρήσεις επιδόσεων σε δίκτυα MPLS.....	102
9.	Ο προσομοιωτής.....	105
9.1	Εισαγωγή.....	105
9.2	Ανασκόπηση παρόντων προσεγγίσεων.....	106
9.3	Σχεδιαστικές αποφάσεις.....	107
9.4	Αρχιτεκτονική του προσομοιωτή.....	109
9.5	Γενικευμένη διάρθρωση του προσομοιωτή.....	112
9.5.1	Διάρθρωση του MPLS(οπτικού) τμήματος.....	116
9.5.2	Διάρθρωση του MPLS τμήματος.....	123
9.6	Μεθοδολογία των μετρήσεων.....	126
9.6.1	Οπτικές μετρήσεις.....	128
9.6.2	Εξειδικευμένες MPLS μετρήσεις.....	130
9.6.3	Εξειδικευμένες MPLS μετρήσεις.....	130
9.7	Παραμετροποίηση του προσομοιωτή.....	131
10.	Μετρήσεις.....	136
10.1	Πείραμα 1. Δίκτυο τόρος χωρίς impairments.....	136
10.1.1	Μέτρηση 1: Blocking Probability.....	139
10.1.2	Μέτρηση 2: Χρήση πόρων.....	140
10.1.3	Μέτρηση 3: Load-Ballancing.....	141
10.1.4	Μέτρηση 4: Μήκος σε hops.....	142
10.1.5	Μέτρηση 5 : Scheduling.....	143
10.2	Πείραμα 2. Δίκτυο κυλίνδρου με impairments.....	146
10.2.1	Μέτρηση 1.....	147
10.2.2	Μέτρηση 2.....	148
10.2.3	Μέτρηση 3.....	149
10.2.4	Μέτρηση 4.....	150
10.2.5	Μέτρηση 5.....	150
10.3	Πείραμα 3. Δίκτυο κυλίνδρου με impairments και μήκος ακμής 7.....	151
10.3.1	Μέτρηση 1.....	151
10.3.2	Μέτρηση 2.....	152
10.3.3	Μέτρηση 3.....	154
10.3.4	Μέτρηση 4.....	155
10.3.5	Μέτρηση 5.....	156
10.3.6	Μέτρηση 6.....	157
10.4	Πείραμα 4.....	158
10.5	Πείραμα 5. Αλλαγή του blocking και της χρήσης πόρων στο δίκτυο κυλίνδρου για διάφορα μήκη ακμών.....	159
10.6	Πείραμα 6. Το δίκτυο DT.....	160
10.6.1	Μέτρηση 1.	161
10.6.2	Μέτρηση 2.	162
11.	Επίλογος.....	164
12.	Βιβλιογραφία.....	166
13.	Παράρτημα.....	177

13.1 XML αρχείο για το δίκτυο BT.....	177
13.2 Μαθηματική ανάλυση των εξισώσεων υπολογισμού των impairments.....	183

3. Πρόλογος

Η θεωρία δρομολόγησης κάτω από impairments σε διαφανή οπτικά δίκτυα είναι ένα θέμα αιχμής με αυξανόμενο ενδιαφέρον τόσο από πλευράς κατασκευαστών υλικού όσο και από πλευράς καθαρής έρευνας. Αν και μέχρι πριν λίγα χρόνια αποτελούσε καθαρά θεωρητικό θέμα οι εξελίξεις στον τομέα αυτό έχουν κάνει την ανάγκη για νέες μεθόδους δρομολόγησης μεγαλύτερη από ποτέ. Συνεπώς παρατηρείται μια σταδιακή αύξηση του αριθμού δημοσιεύσεων καθώς και των διδακτορικών διατριβών οι οποίες προσπαθούν να συνδυάσουν τα διάφορα μοντέλα των ατελειών φυσικού στρώματος και των υπαρχόντων τεχνικών. Μέχρι στιγμής αν και παρουσιάζονται πολλές προτάσεις δεν υπάρχει μια κοινά αποδεκτή λύση με εξαίρεση κάποιες πρακτικές οδηγίες σχετικά με το μήκος των επιτρεπόμενων διαδρομών. Ωστόσο δεν υπάρχει και κάποια αξιολόγηση αυτής της πρακτικής σε σχέση με λεπτομερή μοντέλα δρομολόγησης. Από ερευνητικής πλευράς γίνεται η προσπάθεια για επαναχρησιμοποίηση προσομοιωτών οπτικών δικτύων με απλούς κανόνες οι οποίοι δεν επαρκούν όπως θα δείξουμε σε αυτή τη διατριβή για τη βέλτιστη χρήση των πόρων. Όπως δείχνουμε με αποτελέσματα αυτή η πρακτική ειδικά σε δυναμική δρομολόγηση είναι πρακτικά άχρηστη όταν εξατάζουμε μοντέρνα δίκτυα τεχνολογίας DWDM με μεγάλες αποστάσεις συνδέσμων. Συνεπώς πρέπει να αναζητήσουμε άλλες μεθόδους δρομολόγησης. Μια από αυτές που προτείνουμε καταλήγουν βαθιά στην καρδιά του προβλήματος μοντελοποίησης και υπολογισμού των impairments σε πραγματικό χρόνο. Γίνεται έτσι φανερό ότι η επαναχρησιμοποίηση υπαρχόντων προσομοιωτών δεν επαρκεί. Το κέρδος είναι η συνεισφορά μας στη εύρεση μια καλύτερης μεθοδολογίας δρομολόγησης.

Μια τρίτη συνεισφορά μας έγκειται στην κατασκευή ενός νέου προσομοιωτή που χρησιμοποιεί με αποδοτικό τρόπο τα υπάρχοντα μοντέλα για την εκτέλεση προσομοιώσεων σε πραγματικό χρόνο παρά το κόστος υπολογισμού των impairments. Χωρίς έναν τέτοιο μοντέρνο προσομοιωτή δε θα μπορούσαμε να παρέχουμε καινοτόμα αποτελέσματα στη βιβλιογραφία. Μια τέταρτη συνεισφορά μας είναι η θεμελίωση με μαθηματικό τρόπο ότι ένα τέτοιος προσομοιωτής είναι εφικτός ειδικά στην περίπτωση δυναμικής δρομολόγησης σε αντίθεση με την πολύπλοκη περίπτωση στατικής δρομολόγησης. Έχοντας ένα τέτοιο εφόδιο μπορούμε να πάρουμε αποτελέσματα τα οποία δεν υπάρχουν στη βιβλιογραφία και να “ρίξουμε” μια ματιά στη δυναμική των δικτύων αυτού του τύπου όταν εμπλέκονται τα φαινόμενα FWM/XPM. Μια πέμπτη συνεισφορά μας είναι ένας ελεγχόμενος τρόπος αύξησης της ακρίβειας σε βάρος του υπολογιστικού χρόνου που είναι κρίσιμος παράγοντας για την υιοθέτηση ενός αλγορίθμου σε πραγματικά δίκτυα.

Οι συνεισφορές μας έχουν στόχο το βάθος και όχι το εύρος της ανάλυσης και

συνεπώς παραλείπουμε φαινόμενα χρήσης των πολυπλεκτών λόγω της ιδιαίτερης μονελοποίησης και του δευτερεύοντος ρόλου που παίζουν στα υπο εξέταση περιβάλλοντα. Συνεπώς αναλύουμε διεξοδικά τις χρησιμοποιούμενες μεθοδολογίες και σχεδιαστικές αποφάσεις του προσομοιωτή και παρέχουμε τον προσομοιωτή ως μέθοδο επαλήθευσης των αποτελεσμάτων κάτι που γενικά δε συμβαίνει στη βιβλιογραφία. Σε κάποια σημεία αναφέρουμε με λεπτομέρειες υπάρχουσα γνώση με σκοπό να αναδείξουμε νέες πτυχές της θεωρίας υπό το πρίσμα των impairments. Αν και η θεματική περιοχή των οπτικών δικτύων είναι τεράστια σε ευρύτητα και βάθος επιλέγουμε μια μικρή περιοχή αιχμής για να συνεισφέρουμε. Είναι αδύνατο στα πλαίσια μιας διατριβής να καταπιαστούμε με όλες τις πτυχές του θέματος οι οποίες αποτελούν στην πραγματικότητα επιμέρους διατριβές. Κάναμε την προσπάθεια να γίνει η παρούσα διατριβή κατανοητή παρά τη δυσκολία του προβλήματος που εξετάζουμε με σκοπό την κατανόηση των παρουσιαζόμενων αποτελεσμάτων. Τέλος σε αρκετές περιπτώσεις παραπέμπουμε στη σχετική βιβλιογραφία για μια πληρέστερη πληροφόρηση. Το πλήθος των αναφορών αναδεικνύει την εντατική εργασία κορυφαίων ερευνητών στο πραγματευόμενο θέμα και την σύνδεση των διαφόρων κλάδων. Θα ήταν πρακτικά αδύνατο να την περιορίσουμε λόγω της σπουδιαότητας της παρεχόμενης γνώσης. Σπεύδουμε να τονίσουμε ότι ήδη η βιβλιογραφία δεν είναι εκτενής αλλά είναι αρκετή για την υποστήριξη της συγκεκριμένης διατριβής.

4. Σύνοψη της κλασσικής θεωρίας δρομολόγησης

4.1 Εισαγωγή

Το παρόν κεφάλαιο θα χρησιμεύσει ως μια εισαγωγή στην ανάπτυξη της μετέπειτα θεωρίας σχετικά με τις εξειδικευμένες τεχνικές που χρησιμοποιούνται και που προτείνουμε για τη δρομολόγηση σε δίκτυα MPLS και δίκτυα οπτικών ινών. Η βασική αναφορά [1] προτείνεται για περαιτέρω λεπτομέρειες. Ο ενδιαφερόμενος αναγνώστης μπορεί να αναφερθεί και στις αναφορές [2], [3] από τις οποίες η δεύτερη είναι καταλληλότερη. Η κλασσική θεωρία της δρομολόγησης αφορά σε δίκτυα μεταγωγής πακέτων καθώς και δίκτυα ATM όπου σκοπός της δρομολόγησης είναι η μεταγωγή των νοητών κυκλωμάτων (Virtual Circuits) τα οποία για λόγους συντομίας αναφέρονται και ως VC. Στην πιο πρωταρχική της μορφή η θεωρία αφορά στη δρομολόγηση πληροφορίας μέσω ενός δικτύου που αποτελείται από δρομολογητές και συνδέσμους οι οποίοι μαθηματικά μοντελοποιούνται ως ένας γράφος. Θεωρητικά η δρομολόγηση αφορά στην εύρεση μονοπατιών στο γράφο που συνδέουν δυο οποιουσδήποτε κόμβους. Από μαθηματικής πλευράς η ύπαρξη μιας διαδρομής ισοδυναμεί με την ύπαρξη της ελάχιστης διαδρομής σε πλήθος κόμβων που διασχίζονται από το μονοπάτι. Αν και η διαδρομή που ακολουθήθηκε στην πράξη ήταν αντίστροφη εν τέλει η εύρεση της ελάχιστης διαδρομής είναι το ζητούμενο στα παρόντα δίκτυα. Αυτός ο περιορισμός δε γίνεται τυχαία. Όσες λιγότερες ακμές στο γράφο ένα

μονοπάτι ακολουθεί τόσο λιγότερες ουρές συσσώρευσης πακέτων στους δρομολογητές απασχολεί. Αν κανείς δεν υπολογίσει τη δυναμικότητα στη μορφή του γράφου που μπορεί να οφείλεται στη διαγραφή ή εμφάνιση ακμών και κόμβων μπορεί κανείς με ασφάλεια να πει ότι η δρομολόγηση που προσφέρεται είναι ντετερμινιστική. Με άλλα λόγια το μονοπάτι που θα ακολουθηθεί από πακέτα που έχουν συγκεκριμένο κόμβο προορισμό και κόμβο πηγή είναι το ίδιο. Η εικόνα αυτή όμως στο πραγματικό διαδίκτυο δεν ισχύει. Αυτό οφείλεται σε παράγοντες όπως

1. Η απόσυρση δρομολογητών ή συνδέσμων για αντικατάσταση ή συντήρηση.
2. Η αύξηση της χωρητικότητας συνδέσμων και των δρομολογητών.
3. Η καταστροφή συνδέσμων ή κόμβων.
4. Η υπερχειλίση ουρών στους δρομολογητές που τους καθιστά ανίκανους για περαιτέρω συγκέντρωση (buffering) πακέτων.

Στην αναφορά [4] υπάρχει μια παράθεση στοιχείων που δείχνει αστάθειες στην πληροφορία δρομολόγησης. Στη συγκεκριμένη περίπτωση η αστάθεια προκαλείται από :

- α) Έγχυση διαδρομών(route injection) από δίκτυα πελατών.
- β) Δυσλειτουργία συνδέσμων.

Η ύπαρξη αυτή δυναμικότητας μας οδηγεί στη εκτίμηση ότι η μορφή του γράφου δεν μπορεί να είναι δεδομένη. Στην προηγούμενη αναφορά ότι οι αστάθειες της δεύτερης περίπτωσης κατά 80% είναι λιγότερες από 5 λεπτά. Ωστόσο αυτό δεν εξασφαλίζει ότι σε ραγδαία μεταβαλλόμενες συνθήκες θα παραμείνουν σταθερές οι διαδρομές γιατί δεν υπάρχει λεπτομερής μελέτη σχετικά με το χρόνο εμφάνισής τους. Υπάρχει όμως και ένας άλλος σημαντικός λόγος. Το διαδίκτυο αποτελείται από περιοχές οι οποίες υπάγονται σε συγκεκριμένες και διαφορετικές διαχειριστικές οντότητες που μπορεί να είναι εταιρίες, οργανισμοί ή και χώρες. Οι ιδιότητες αυτές του διαδικτύου οδηγούν στην αναγκαιότητα ύπαρξης ενός μηχανισμού διάχυσης της πληροφορίας δρομολόγησης. Με αυτόν τον τρόπο μπορούν να αντιμετωπιστούν τα προβλήματα δυναμικότητας μακροσκοπικά. Για την κατανομή του διαδικτύου σε διαφορετικές περιοχές διαχείρισης που ουσιαστικά αποτελούν αυτόνομα συστήματα (Autonomous Systems) (AS) η κυρίαρχη μεθοδολογία αντιμετώπισης είναι η ιεραρχική δρομολόγηση που γίνεται σε δυο επίπεδα. Το πρώτο επίπεδο είναι εσωτερικό στα AS και το δεύτερο είναι εξωτερικό των AS. Στο δεύτερο επίπεδο τα AS εμφανίζονται ως κόμβοι ενώ στο πρώτο τα AS αποτελούνται από κόμβους. Αν και αυτός ο τρόπος διαχείρισης δε μειώνει τη δυναμικότητα του διαδικτύου, τη χωρίζει σε δυο συνιστώσες. Η πρώτη που είναι αρκετά αργά μεταβαλλόμενη αφορά τη δυναμικότητα του γράφου που αποτελείται από AS και η δεύτερη που είναι γρηγορότερα μεταβαλλόμενη αφορά στο γράφο που εκπροσωπείται από τα AS. Αυτή ήταν η εικόνα της δρομολόγησης στο διαδίκτυο μέχρι τα μέσα της δεκαετίας του 90. Αν και απλοϊκή η υπάρχουσα υποδομή ήταν αρκετή για τη δρομολόγηση σε συνθήκες μέτριου φορτίου (που δε δημιουργούσε υπερχίλιση στους δρομολογητές). Μάλιστα σε πολλές περιπτώσεις ακόμη και σήμερα χρησιμοποιείται χωρίς

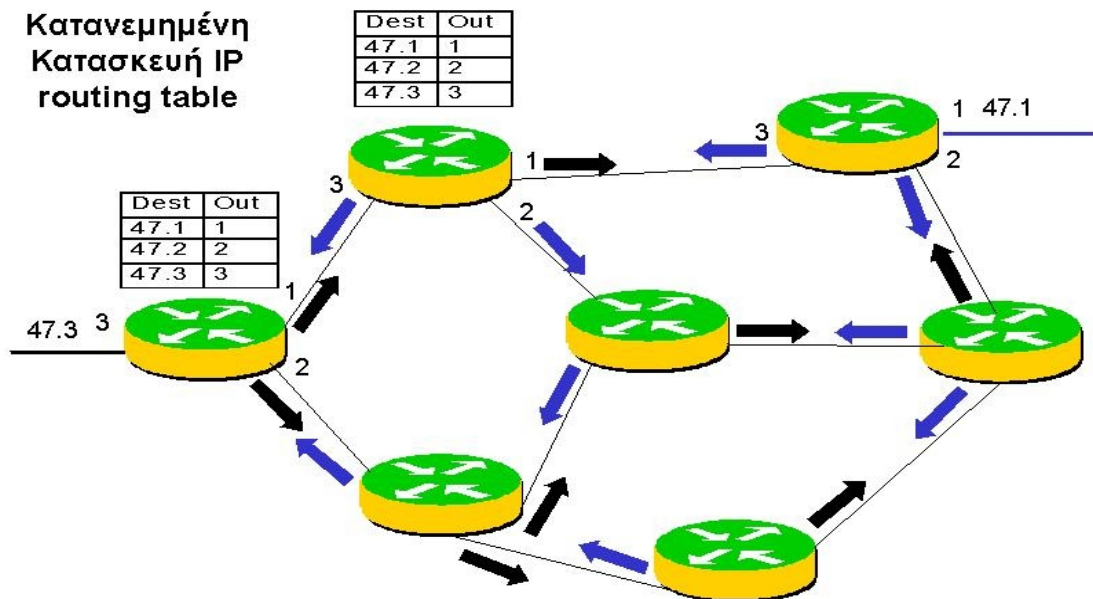
μεγάλες μεταβολές. Ωστόσο υπήρχαν κάποιες οριακές περιπτώσεις όπως :

1. Η αλλαγή δρομολογίου σε ομάδες πακέτων που προορίζονταν για συγκεκριμένο ζεύγος κόμβων (πηγή - προορισμός) (Rerouting)
2. Η αποφυγή υπερχείλισης σε δρομολογητές με την εφαρμογή τεχνικών εξισορρόπησης κίνησης (Load Balancing)

Η αντιμετώπισή τους μπορούσε να γίνει ημι-αυτόματα με άμεση παρεμβολή του διαχειριστή δικτύου ή εντελώς χειροκίνητα. Η πρώτη περίπτωση στηριζόταν στην εφαρμογή της “εν δυνάμει” αλλαγής του μήκος των ακμών [5] , [6]. Η δεύτερη στην εγκατάσταση συγκεκριμένων διαδρομών σε δρομολογητές [7] , [8]. Η “εν δυνάμει” αλλαγή του μήκους των ακμών αποτελεί μια μεθοδολογία ελέγχου του δικτύου στην οποία η δρομολόγηση δε γίνεται με γνώμονα την ελαχιστοποίηση της απόστασης σε πλήθος κόμβων του δικτύου. Αντιθέτως ορίζεται μια “εν δυνάμει” απόσταση σε κάθε ακμή η οποία χρησιμοποιείται ως κόστος στη ελαχιστοποίηση. Αυτή απόσταση μπορεί να αποτελεί τη χιλιομετρική απόσταση του συνδέσμου όταν σκοπός είναι η ελαχιστοποίηση της χιλιομετρικής απόστασης για λόγους καθυστέρησης στη διάδοση των πακέτων ή ο φόρτος του συνδέσμου που ουσιαστικά μεταφράζεται σε καθυστέρηση στη διάδοση των πακέτων και θεωρητικά στην “επιμήκυνση” του συνδέσμου.

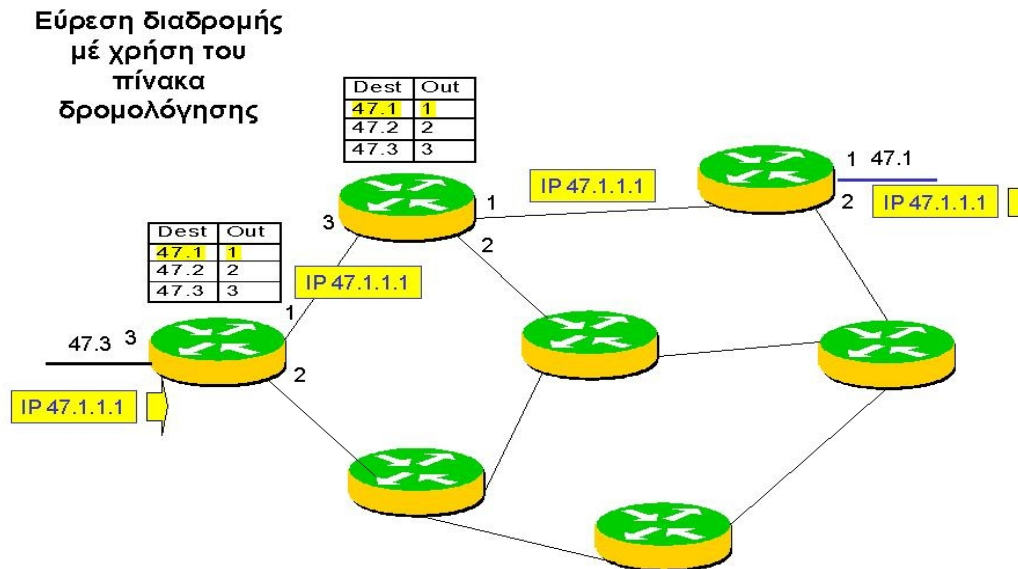
4.2 Πρωτόκολλα δρομολόγησης

Σε αυτήν την ενότητα θα αναφέρουμε περιληπτικά τα πρωτόκολλα δρομολόγησης που εφαρμόζονται στο διαδίκτυο. Περισσότερες λεπτομέρειες μπορεί να βρει κανείς στα βιβλία [9] , [2] . Τα πρωτόκολλα δρομολόγησης μπορούν να χωριστούν σε δυο μεγάλες κατηγορίες. Σε πρωτόκολλα (Distance Vector) όπου η υλοποίηση του αλγορίθμου εύρεσης της ελάχιστης απόστασης γίνεται με κατανεμημένο τρόπο. Η δεύτερη κλάση αποτελείται από πρωτόκολλα τύπου (Link State) όπου η υλοποίηση του πρωτοκόλλου ελάχιστης ταξινόμησης εκτελείται στον κάθε κόμβο ξεχωριστά.



Σχήμα 1: Δρομολόγηση Distance Vector

Στην πρώτη κατηγορία ανήκουν τα πρωτόκολλα RIP και BGP. Στη δεύτερη κατηγορία ανήκουν τα πρωτόκολλα IS-IS και OSPF. Ανάλογα με το επίπεδο εφαρμογής τους τα πρωτόκολλα χωρίζονται σε intra-domain ανάλογα με το αν η δρομολόγηση γίνεται μέσα στο AS και inter-domain αν γίνεται μεταξύ AS. Το πρωτόκολλο BGP ανήκει στη δεύτερη κατηγορία και τα υπόλοιπα πρωτόκολλα στην πρώτη. Η κεντρική και κατανεμημένη υλοποίηση των υπάρχοντων αλγορίθμων δεν είναι τυχαία. Βασίζεται στο ότι υπάρχουν δυο αντίστοιχες υλοποιήσεις του αλγορίθμου εύρεσης ελαχίστου μονοπατιού.



Σχήμα 2: Αναπαράσταση της λειτουργίας δρομολόγησης

4.3 Το πρόβλημα της δρομολόγησης στα δίκτυα νέας γενιάς.

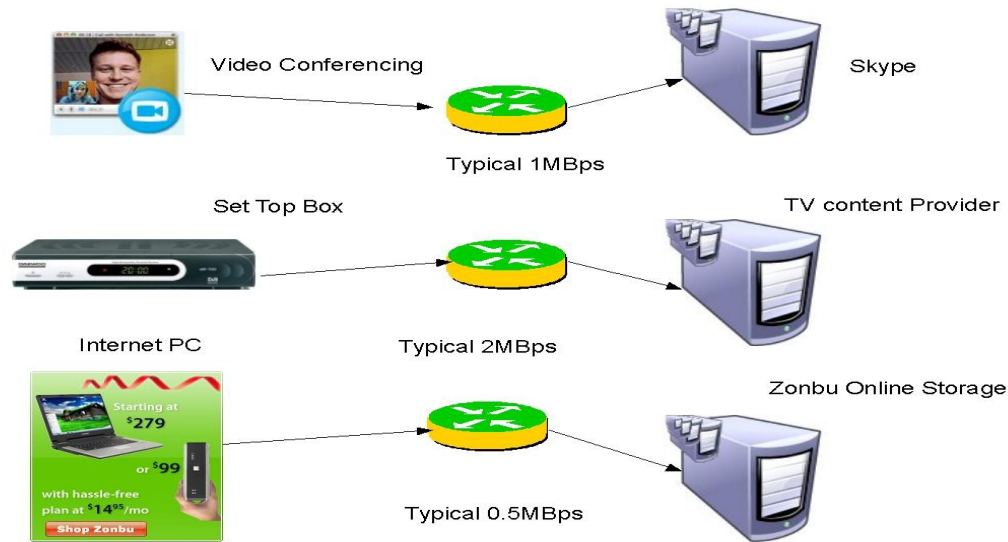
Με την εκτίναξη της διάδοσης του διαδικτύου νέα προϊόντα και υπηρεσίες έκαναν την απαίτηση για επέκταση των αλγορίθμων δρομολόγησης όλο και πιο επιτακτική. Παράλληλα η αλματώδης αύξηση του πλήθους των χρηστών έκανε τα προβλήματα όλο και πιο μεγάλα. Τα προβλήματα αυτά οφείλονταν

1. Στην αναγκαιότητα της ταξινόμησης και τιμολόγησης της κίνησης ανάλογα με την κατανάλωση σε πόρους [10].
2. Στην αναγκαιότητα για ποιοτική μετάδοση της πολυμεσικής (multimedia) κίνησης με μεγάλες και εγγυημένες απαιτήσεις σε εύρος ζώνης της τάξης από 1 ως 10 Mbps [11], [12].
3. Στην ύπαρξης ανάγκης για μείωση της παρέμβασης των διαχειριστών δικτύων [13], [14].
4. Στην ανάγκη για πρόσθεση αλγορίθμων επιβιωσιμότητας στους υπάρχοντες αλγορίθμους δρομολόγησης [15], [16], [17].
5. Στην αναγκαιότητα δρομολόγησης πληροφορίας σε δίκτυα άλλου τύπου από τα ATM και αυτά της μεταγωγής πακέτων [18], [19].
6. Στην αναγκαιότητα σχεδιασμού δικτύων για καλύτερη εξυπηρέτηση

υπαρχόντων και πιθανών πελατών [20], [21].

Οι παραδοσιακοί αλγόριθμοι δρομολόγησης έχουν σχεδιαστεί για δίκτυα μεταγωγής πακέτων και συνεπώς λειτουργώντας ανά πακέτο επιτυγχάνουν τη δρομολόγηση μεμονωμένων αυτόνομων μονάδων πληροφορίας μέσω του διαδικτύου. Στα νέας γενιάς δίκτυα αυτό δεν αρκεί κάτι που έχει απο παλιά αναδειχθεί [22]. Ας δούμε τους λόγους σε αντιστοίχιση με τα προβλήματα που προαναφέραμε.

Πρόβλημα 1. Η δρομολόγηση μεμονωμένων πακέτων κάνει την εκτίμηση και τιμολόγηση της κατανάλωσης σε πόρους απρόβλεπτη λόγω της δυναμικότητας του γράφου του διαδικτύου. Η αναφορά [23] αναλύει περισσότερο το συγκεκριμένο. Πρόβλημα σε περιβάλλον Virtual Internet που δημιουργείται συνήθως σε peer-to-peer sharing προγράμματα, ωστόσο τα προβλήματα είναι κοινά. Η δυναμικότητα αυτή προκαλεί στοχαστικές διακυμάνσεις στην κατανάλωση των πόρων [24]. Αν αναλογιστούμε ότι οι ροές πακέτων μπορεί να οφείλονται σε συγκεντρωμένη κίνηση από εταιρίες ή οργανισμούς καθώς και πολυμεσική κίνηση, γίνεται εύκολα φανερό ότι οι διακυμάνσεις αυτές μπορούν να είναι μεγάλες και να οδηγούν στην κατανάλωση πόρων με απρόβλεπτο τρόπο. Μάλιστα η μη - ελεγχόμενη είσοδος σε πακέτα από πολλές ροές είναι δυνατό να προκαλέσει λόγω της στοχαστικής φύσης της διεργασίας, φαινόμενα έλλειψης πόρων σε αιτήσεις υψηλής προτεραιότητας. Μια πιθανή λύση του προβλήματος διαφαίνεται στη δρομολόγηση δεσμών πακέτων (ροές) με κοινή πηγή και προορισμό . Η ανάθεση πακέτων σε ροές αποτελεί προς το παρόν την πλέον ενδιαφέρουσα και αποτελεσματική οδό για επέκταση της θεωρίας δρομολόγησης. Όλες οι επεκτάσεις επικεντρώνονται στη δρομολόγηση της ροής και όχι των μεμονωμένων πακέτων [25]. Η ανάθεση πακέτων σε ροές δε θα μας απασχολήσει στην παρούσα διατριβή.



Σχήμα 3: Πλειάδα νέων μορφών κίνησης

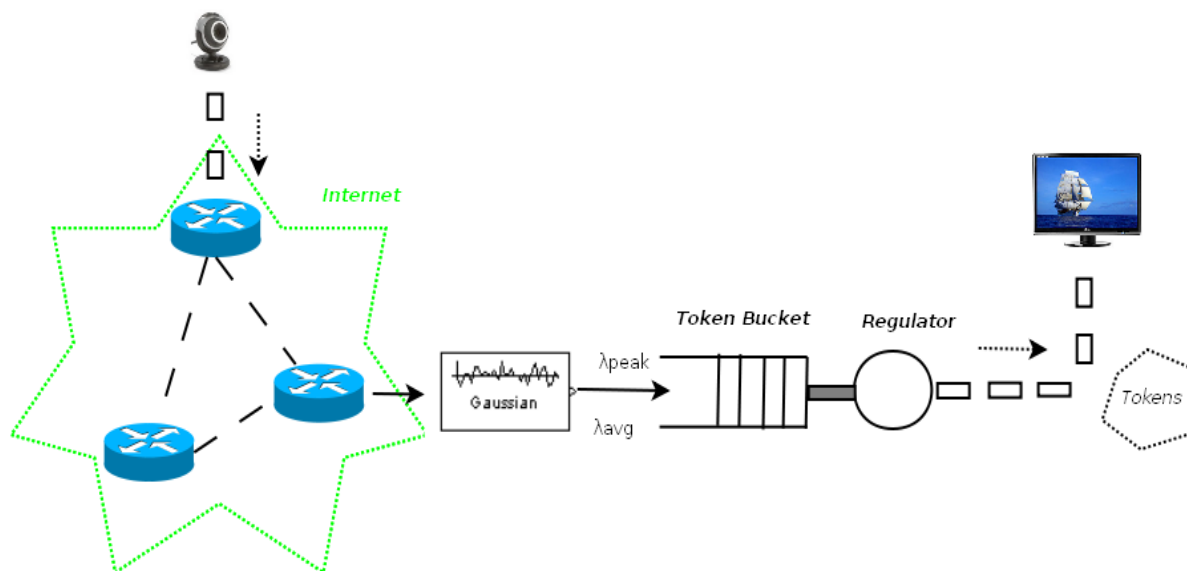
Πρόβλημα 2. Μια από τις αναμενόμενες εφαρμογές του διαδικτύου είναι η μετάδοση ήχου και εικόνας είτε για λόγους ψυχαγωγίας (online radio stations, online TV stations, broadband/cable TV) είτε για λόγους επικοινωνίας (VoIP, videoconferencing, e-learning). Για το λόγο αυτό απαιτείται κίνηση που διαφέρει από την παραδοσιακή που βασιζόταν στη διακίνηση αρχείων αλλά και πληροφορίας μικρού όγκου όπως IRC, software updates. Ακόμη περισσότερο υπάρχει τεράστια διαφορά στο χρόνο ζωής των συνδέσεων. Οι συνδέσεις διακίνησης αρχείων FTP, TFTP, SUP αποτελούν κίνηση bursty, δηλαδή κίνηση η οποία έχει απότομα μεταβαλλόμενο ρυθμό. Ακόμη κι αν αυτός είναι σταθερός η διάρκεια της σύνδεσης είναι μικρή. Οι νέες πολυμεσικές συνδέσεις έχουν μεγάλο χρόνο ζωής και μεγάλο ρυθμό μετάδοσης, όπως για παράδειγμα μια σύνδεση σε ένα online TV station. Ο ρυθμός αυτός μετάδοσης πρέπει επίσης να είναι εγγυημένος. Αυτό γιατί για μια δέσμη πακέτων που ανήκουν σε μια αίτηση από τον κόμβο s προς τον κόμβο d δεν μπορούμε να μιλάμε για ενιαίο μονοπάτι. Τα πακέτα θα δρομολογηθούν με μια υπηρεσία χωρίς κάποια ιδιαίτερη προτεραιότητα ή προνόμια (best effort). Επακόλουθο είναι η καθυστέρηση του κάθε πακέτου να συνιστά μια τυχαία μεταβλητή η οποία στη μέση τιμή της και διασπορά της είναι απρόβλεπτη. Η ύπαρξη διασποράς συνεπάγεται jitter που σε περιπτώσεις μετάδοσης εικόνας και ήχου αλλοιώνει σημαντικά την παρουσίαση της πληροφορίας [26] και για αυτό το λόγο είναι απαραίτητη η μορφοποίηση κίνησης, traffic shaping [27].



Σχήμα 4: Σύγκλιση δικτύων επικοινωνίας

Πρόβλημα 3. Η μείωση της παρέμβασης των διαχειριστών δικτύου είναι πλέον μια ρεαλιστική απαίτηση. Αυτό γίνεται γιατί τα δίκτυα εκτείνονται σε μεγάλες αποστάσεις και αποτελούνται από διάφορα στοιχεία. Επίσης είναι ανθρωπίνως αδύνατο να ευρεθεί η κατάλληλη σε κάθε περίπτωση λύση για δρομολόγηση ροών με βάση την παρατηρούμενη από ένα άνθρωπο κίνηση. Τέλος λόγω των ευρείας χωρικής κλίμακας δικτύων η απασχόληση πολλών διαχειριστών δικτύου είναι αντιοικονομική και δε βελτιώνει την κατάσταση. Και τέλος ας μην ξεχνάμε ότι ο χρόνος που μεσολαβεί για την ουσιαστική παρέμβαση ενός διαχειριστή είναι πολύ μεγαλύτερος από το χρόνο που συμβαίνουν μεταβολές σε ένα δίκτυο. Για να γίνουμε πιο σαφής η παροχή υπηρεσιών (provisioning) πρέπει να γίνεται ανάλογα με τις απαιτήσεις του πελάτη σε κάθε χρονική στιγμή ώστε να μειωθεί το κόστος της υπερδέσμευσης (over-provisioning) πόρων. Για παράδειγμα αν ένας πελάτης έχει δεσμεύσει ένα δίαυλο 10Mbps και μια μέρα απαιτεί τη διπλή χωρητικότητα, είναι ανεδαφικό να δεσμεύσει για πέντε μέρες την απαιτούμενη χωρητικότητα κάτι που στις σημερινές συνθήκες είναι απαραίτητο. Επίσης δεν είναι και λογικό να προκαθορίσει τη μέρα που θα γίνει η δέσμευση. Οπότε η επιπλέον χωρητικότητα θα πρέπει να παρασχεθεί τη στιγμή που απαιτείται η τουλάχιστον η αναμονή να περιορίζεται σε διάστημα μιας ώρας το πολύ και χωρίς περιττές δεσμεύσεις. Η εύρεση πόρων και ο σχεδιασμός ενός κυκλώματος καταναλώνει πολύ χρόνο και δε γίνεται με αποτελεσματικό τρόπο από ένα διαχειριστή. Βέβαια δεν εξαλείφεται ο ρόλος του διαχειριστή ο οποίος πρέπει να κάνει έλεγχο

(monitoring) του δικτύου εξάγοντας στατιστικά στοιχεία και ελέγχοντας την αποτελεσματικότητα των αλγορίθμων. Η αναφορά [28] επιχειρηματολογεί προς αυτήν την κατεύθυνση. Αξίζει τον κόπο κανείς να αναφερθεί και στη δημοσίευση [29]



Σχήμα 5: Αρχιτεκτονική Token Bucket

Πρόβλημα 4. Η ανάγκη πρόσθεσης αλγορίθμων επιβιωσιμότητας στους ήδη υπάρχοντες αλγορίθμους είναι επιτακτική στην περίπτωση πελατών με απαιτήσεις υψηλής διαθεσιμότητας. Μια εφαρμογή αυτού του τύπου είναι οι εγχειρίσεις μέσω τηλεδιάσκεψης (eSurgeries). Είναι λογικό ο πελάτης να απαιτεί πολύ μικρό χρόνο για τη ανάνηψη (restoration) της συνεδρίας (session) σε περιπτώσεις δυναμικότητας του γράφου λόγω σφαλμάτων του δικτυακού υλικού. Μάλιστα, καθώς η τηλεδιάσκεψη γίνεται από σύνεδρους που βρίσκονται ακόμη και σε διαφορετικές ηπείρους, δεν είναι δυνατό να εξασφαλιστεί από πολλαπλούς παροχούς η διαθεσιμότητα (availability) [30]. Είναι αναγκαίο να υπάρχουν backup μονοπάτια για τη συγκεκριμένη ροή [31]. Μια λύση που προτείνεται είναι η δρομολόγηση της ροής ταυτόχρονα σε backup αλλά και σε κύρια μονοπάτια ξένων μεταξύ τους. Στην περίπτωση που το κύριο μονοπάτι καταστραφεί να χρησιμοποιείται το backup [32]. Υπάρχουν και άλλες λύσεις για εφαρμογές μικρότερης διαθεσιμότητας και προτεραιότητας, όπως για παράδειγμα τη μετάδοση εικόνας όπου το backup μονοπάτι υπολογίζεται on-demand από το δίκτυο σε περίπτωση καταστροφής του δευτέρου με μερική ή μηδενική επικάλυψη με το κύριο [33]. Στην αναφορά [34] γίνεται ανάλυση του ίδιου προβλήματος για multi-cast εφαρμογές. Το διαδίκτυο στη σημερινή μορφή δίνει τη δυνατότητα ανάνηψης. Ωστόσο αυτό γίνεται σε μεμονωμένα πακέτα και όχι σε ροές και η διαθεσιμότητα φράσσεται από το χρόνο ενημέρωσης των βάσεων δεδομένων δρομολόγησης (Routing Information Table, RIT).

Πρόβλημα 5. Η θεωρία πίσω από τη δρομολόγηση σε δίκτυα ATM και δίκτυα μεταγωγής πακέτου είναι αναγκαίο να επεκταθεί και σε άλλου τύπου δίκτυα τα οποία στην παρούσα κατάσταση που βρίσκεται το διαδίκτυο, εμφανίζονται ως αξιόλογες εναλλακτικές προτάσεις για την αύξηση του εύρους ζώνης, την εμφάνιση νέων τύπων υπηρεσιών καθώς και την αυξανόμενη κινητικότητα. Στην αναφορά [35], το κεφάλαιο πάνω στην τεχνολογία AtoM της CISCO (προσφέρεται και ως δωρεάν) είναι ιδιαίτερα διαφωτιστικό. Η γενίκευση των υπάρχόντων μεθοδολογιών καλύπτει μερικές από τις ανάγκες όσον αφορά στην αλλαγή των πόρων. Ωστόσο νέοι παράγοντες υπεισέρχονται που εμπλέκουν το πρόβλημα και χρήζουν νέων προσεγγίσεων. Αυτό γίνεται φανερό στα δίκτυα οπτικών ινών που οι ατέλειες του φυσικού μέσου καθιστούν μονοπάτια με ικανούς πόρους, αναξιόπιστα για τη μετάδοση πληροφορίας. Επίσης σε δίκτυα ασυρμάτων τηλεπικοινωνιών όπου ο πελάτης δεν είναι σταθερός μέσα σε μια κυψέλη, η με άλλα λόγια ο κόμβος προορισμός αλλάζει το πρόβλημα της δρομολόγησης γίνεται περίπλοκο. Ακόμη χειρότερη είναι η κατάσταση σε δίκτυα nomadic που προτείνονται ως λύση σε περιπτώσεις συρράξεων. Οι ιδιαιτερότητες του κάθε φυσικού στρώματος αντανakλώνται στην επιλογή του κατάλληλου αλγορίθμου ο οποίος σε αρκετές περιπτώσεις δε μοιάζει με τη δρομολόγηση ελαχίστου κόστους. Η προσπάθεια σύγκλισης (convergence) δικτύων διαφορετικών αρχιτεκτονικών δημιουργεί επίσης προβλήματα interoperability (συμβατότητας) μεταξύ των αλγορίθμων [36].

Πρόβλημα 6. Η αναγκαιότητα σχεδιασμού δικτύων για εξυπηρέτηση της επικείμενης κίνησης αποτελεί πλέον τον κύριο γνώμονα στην ερευνητική βιβλιογραφία πίσω από την ανάπτυξη ενός μοντέρνου δικτύου που θα εξυπηρετήσει παρόντες αλλά και νέους πελάτες. Η καθιερωμένη μεθοδολογία είναι η εκτίμηση κίνησης μέσω ενός πίνακα κίνησης (traffic matrix) και η αντιστοίχιση ροών με συνδέσμους και απαιτήσεις σε εύρος ζώνης [37], [38]. Ο αλγόριθμος δρομολόγησης που θα ακολουθηθεί θα πρέπει να μη δημιουργεί συνωστισμό όταν η κίνηση είναι μέσα στα πλαίσια των προδιαγραφών. Η τήρηση των προδιαγραφών είναι προβληματική με τη δρομολόγηση μεμονωμένων πακέτων αφού η διαδρομή τους δεν είναι εγγυημένη. Η έλλειψη εγγύησης δε βασίζεται πλέον στη δυναμικότητα του γράφου αλλά στο μήκος των ουρών των δρομολογητών. Η δρομολόγηση όμως ροών κάνει το πρόβλημα στην απλοϊκή του μορφή ακριβώς επιλύσιμο με την τεχνική των προϋπολογισμένων μονοπατιών. Επίσης ακόμη και αν έχει σχεδιαστεί σωστά ένα δίκτυο για συγκεκριμένες προδιαγραφές, η αύξηση των πελατών είναι ικανή να οδηγήσει την ιδιοκτήτρια αρχή σε αύξηση της χωρητικότητας των συνδέσμων με την προσθήκη επιπλέον εύρους ζώνης ακόμη και δυναμικά [39]. Με σωστό σχεδιασμό είναι ικανός ο περιορισμός της αλόγιστης προσθήκης νέων συνδέσμων και της επιτυχημένης χρήσης των νέων πόρων από τον αλγόριθμο δρομολόγησης. Αυτό σε καμία περίπτωση δεν είναι εφικτό με τις παρούσες προσεγγίσεις όπως θα δούμε.

4.4 Δρομολόγηση QoS

Η προηγούμενη απαρίθμηση προβλημάτων δεν είναι εξαντλητική. Είναι όμως ενδεικτική της ανάγκης εύρεσης μιας λύσης προσαρμοσμένη στις καινούριες προκλήσεις που παρουσιάζει το διαδίκτυο. Η ποιότητα υπηρεσίας (Quality of Service, QoS) [40], [41], [42] και η κλάση υπηρεσίας (Class of Service, CoS) [43], [44], [10] εμφανίστηκαν ως μια χονδροειδής κατηγοριοποίηση χαρακτηριστικών της κίνησης. Ο καλύτερος τρόπος για να επιλυθούν αυτά τα προβλήματα αποδοτικά, και να ικανοποιηθούν οι SLAs (Service Level Agreements) μεταξύ πελάτη και παροχέα υπηρεσιών, ήταν να ελεγχθεί ο τρόπος που δρομολογούνται τα πακέτα. Στην πλέον αφηρημένη μορφή το πρόβλημα καταλήγει στην συγχώνευση των απαιτήσεων μιας αίτησης σε απαιτήσεις εύρους ζώνης και καθυστέρησης [45], [46]. Το σύνολο των ροών που ικανοποιούν τα κριτήρια αποτελεί τις πιθανές λύσεις του προβλήματος. Για την αίτηση το διαδίκτυο παρέχει υπηρεσίες δρομολόγησης και πραγματοποίησης της ροής που επιλέγεται ως λύση. Αυτό επιτυγχάνεται με συνδυασμό ενός πρωτοκόλλου που παρουσιάζει τους πόρους του δικτύου, ενός πρωτοκόλλου που δρομολογεί με βάση τους διαθέσιμους πόρους και ενός πρωτοκόλλου που δεσμεύει τους πόρους. Στην πλέον κοινά αποδεκτή μορφή επίτευξης CoS και QoS σε ένα δίκτυο μεταγωγής πακέτου η αρχιτεκτονική IntServ [47] κατηγοριοποιεί τους πόρους, το πρωτόκολλο OSPF-TE [48] δρομολογεί με βάση τους διαθέσιμους πόρους και το πρωτόκολλο RSVP [49] τους δεσμεύει όταν υπάρξει λύση. Είναι όμως γεγονός ότι αυτή η αρχιτεκτονική δεν επαρκεί για την αντιμετώπιση των προβλημάτων που προαναφέραμε. Ας δούμε γιατί. Στην πρώτη της μορφή η συγκεκριμένη αρχιτεκτονική αποτελεί συνέχεια και ουσιαστικά μια προσπάθεια επίλυσης του προβλήματος της QoS δρομολόγησης στο διαδίκτυο των μέσων της δεκαετίας του 90. Αποτελεί μια πολύ χονδροειδή προσέγγιση η οποία αντιστοιχίζει μεν τις αιτήσεις σε ροές αλλά η δρομολόγησή τους βασίζεται στο υποκείμενο πρωτόκολλο με συνέπεια να είναι πιθανή ροή να αλλάζει μονοπάτι ανάλογα με τις συνθήκες του δικτύου. Επιπλέον δεν μπορεί κανείς να προεξοφλήσει εκ των προτέρων ότι το μονοπάτι έχει τους απαραίτητους πόρους για να υποστηρίξει την ροή. Έτσι πάλι είναι αναπόφευκτη η παρεμβολή του διαχειριστή. Βέβαια η παρεμβολή αυτή μειώνεται αφού πόροι πλέον αυτόματα ανατίθενται από το RSVP. Δεν είναι δύσκολο να δει κανείς ότι με εξαίρεση το πρόβλημα της επιβιωσιμότητας υπάρχει πρόνοια και μια πρώτη προσπάθεια επίλυσης των προβλημάτων. Θα δούμε ότι αυτό όμως δεν είναι αρκετό.

Ας επανέρθουμε στην αντιμετώπιση των προβλημάτων στα δίκτυα νέας γενιάς και ας επικεντρωθούμε στο πρόβλημα 2. Η ουσιαστική διαφορά σε αντιπαράβολή με τις προϋπάρχουσες προσεγγίσεις είναι ότι δεν υπάρχει μόνο δυναμικότητα στη μορφή του γράφου αλλά και στη διαθεσιμότητα των πόρων. Μια απλή προσέγγιση θα ήταν η πρόσθεση στο δίκτυο εύρους ζώνης σε συγκεκριμένες διαδρομές. Η κλασική υποδομή υποστηρίζει μια τέτοια προσπάθεια και αυτό γιατί η δρομολόγηση ελαχίστου μονοπατιού θα έχει ως επί το πλείστον καθορισμένη διαδρομή για τα πακέτα. Συνεπώς αν εξαιρέσουμε την αβεβαιότητα στη

διαδρομή και τα προβλήματα επιβιωσιμότητας τότε μπορούμε να πούμε ότι αν σε ένα δίκτυο έχουμε μια εικόνα για τις απαιτήσεις σε εύρος ζώνης σε όλες τις δυνατές απαιτήσεις, είναι δυνατό εγκαθιστώντας στις ελάχιστες διαδρομές ικανή ποσότητα εύρους ζώνης να επιλύσουμε το πρόβλημα διαθεσιμότητα πόρων. Το πρόβλημα σε αυτήν την προσέγγιση είναι ότι απαιτούνται σύνδεσμοι με τεράστιες απαιτήσεις σε εύρος ζώνης. Αυτό το εύρος ζώνης είναι σε πολλές περιπτώσεις μεγαλύτερο από αυτό που μπορούν να διαχειριστούν οι σύνδεσμοι ή οι δρομολογητές ανά διεπαφή. Σημαντική είναι και η έννοια του κόστους εγκατάστασης. Για παράδειγμα το κόστος εγκατάστασης εύρους ζώνης μπορεί να είναι ανάλογο της χιλιομετρικής απόστασης του συνδέσμου και του εύρους ζώνης [50], [51]. Η δρομολόγηση ελαχίστων hops είναι “τυφλή” όσον αφορά σε αυτό το κόστος. Επίσης αν χρησιμοποιηθεί δρομολόγηση ελαχίστου κόστους εγκατάστασης και αύξηση του εύρους ζώνης στα αντίστοιχα μονοπάτια, μπορεί εύκολα να αποδειχτεί ότι το αντίστοιχο δίκτυο μπορεί να σχεδιαστεί με πολύ πιο φθηνό τρόπο αν επιτρέψουμε ροές να ακολουθούν άλλες διαδρομές πέρα από τις παρεχόμενες από τον αλγόριθμο. Σημαντική επίσης είναι η πρόσθεση επιβιωσιμότητας στο σχεδιασμό [52], [53], [54]. Οι παραπάνω παρατηρήσεις οδηγούν στο συμπέρασμα ότι είναι αναπόφευκτη η υιοθέτηση μιας άλλης μεθοδολογίας δρομολόγησης, ανώτερης της αρχικής η οποία έχει ως σκοπό την ανακάλυψη πόρων και την εξοικονόμησή τους.

Η ανακάλυψη πόρων δε συμπεριλήφθηκε ποτέ στις αρχικές απαιτήσεις για δρομολόγηση. Το αποτέλεσμα είναι να γίνει δύσκολη η εξυπηρέτηση αιτήσεων με απαιτήσεις σε εύρος ζώνης αντίστοιχες της πολυμεσικής κίνησης. Η πρώτη σοβαρή προσπάθεια έγινε με το πρωτόκολλο OSPF-TE που με τις επεκτάσεις του για Μηχανική Κίνησης (Traffic Engineering, TE) επέκτεινε τη διάδοση της πληροφορίας μέσω LSAs (Link state Advertisements) ώστε να παρέχει τη διάχυση στο δίκτυο της διαθεσιμότητας σε πόρους. Από πρακτικής πλευράς γίνεται φανερό ότι για δυναμική κίνηση θα υπάρχουν χρονικά διαστήματα που ένας δρομολογητής δε θα έχει καμία πληροφόρηση για την τρέχουσα κατάσταση του δικτύου. Μια πιθανή λύση είναι η ύπαρξη ενός κεντρικού συστήματος το οποίο θα λαμβάνει τις αιτήσεις και θα τις αντιστοιχίζει σε διαδρομές και το οποίο θα λαμβάνει τα LSAs αποκλειστικά. Για λόγους επιβιωσιμότητας μπορούν να είναι περισσότερα του ενός. Από πλευράς διάχυσης πληροφορίας αυτό μπορεί να γίνει με τρόπο αρκετά ικανοποιητικό αν και απορρίπτεται η παρούσα λύση της κατανεμημένης υλοποίησης της δρομολόγησης. Μια πρόσφατη σχετικά έρευνα [55], [56], [57] προτείνει μια μεθοδολογία εκτίμησης της διαθεσιμότητας πόρων με γνώμονα την αξιοποίηση της ήδη υπάρχουσας υποδομής. Η βασική συνεισφορά της τελευταίας αναφοράς συνίσταται στην εφαρμογή γραμμικής πρόβλεψης. Είναι λογικό να περιμένει κανείς μια τέτοια εκτίμηση να μην είναι αξιόπιστη ωστόσο τα πειραματικά δεδομένα δείχνουν ότι η εκτίμηση είναι ανεκτή ακόμη και αν τα στατιστικά στοιχεία της συνολικής κίνησης δεν είναι ομαλά. Ωστόσο στο σχήμα 4(α) φαίνεται ότι για ραγδαίες μεταβολές της κίνησης η προβλεπτική μέθοδος δίνει μια συντηρητική εκτίμηση. Σημαντική είναι και η αναφορά [58]

Η δρομολόγηση QoS έχει μεγάλο νόημα σε backbone δίκτυα όπου η διαχείριση

εύρους ζώνης είναι πολύτιμη. Ο λόγος είναι ότι συγκεντρώνουν κίνηση από μικρότερα δίκτυα πελατών ή και δίκτυα διαφορετικής τεχνολογίας της ίδιας διαχειριστικής αρχής. Τα δίκτυα αυτά λόγω της διαχείρισης πολλαπλών συνδέσεων και συνεπώς του πολύτιμου εύρους ζώνης, είναι και οι επικρατέστεροι τομείς για εφαρμογή τη δρομολόγησης QoS. Λόγω του μεγάλου κόστους τους είναι απαραίτητο να τηρούν και τα SLAs αφού για τους ιδιοκτήτες τους αποτελούν κερδοφόρα επιχείρηση. Επίσης οι εγκαταστάσεις εύρους ζώνης και οι επεκτάσεις με νέους κόμβους και συνδέσμους θα πρέπει να εκμεταλλεύονται στο έπακρο. Τέλος η δυναμικότητα της διαθεσιμότητας πόρων σε αυτά τα δίκτυα όποτε και αν παρουσιαστεί θα πρέπει να αντιμετωπίζεται αποτελεσματικά με τρόπο που να εξυπηρετούνται όσο το δυνατό περισσότεροι πελάτες με τη μικρότερή τους επιβάρυνση. Αυτό σημαίνει ότι ο λόγος

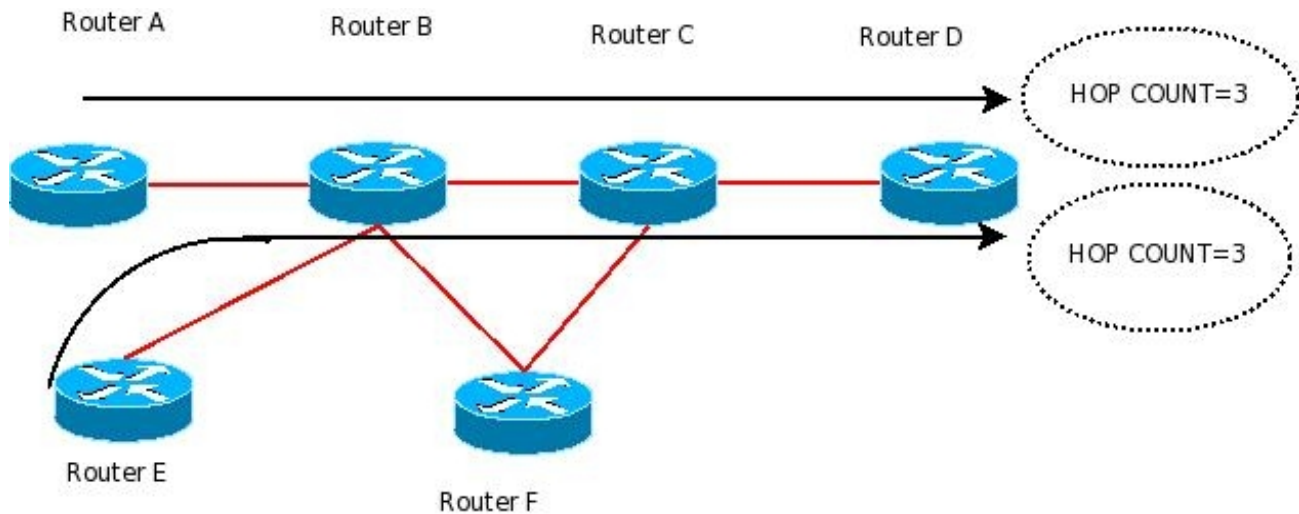
$$\frac{QoS}{Κόστος}$$

θα πρέπει να μεγιστοποιείται. Τέλος αξ σημειωθεί ότι η δρομολόγηση QoS στην πράξη είναι λογικό να περιορίζεται σε intra-domain περιπτώσεις αφού η διαφορά τεχνολογιών σε inter-domain επίπεδο είναι αναπόφευκτη ωστόσο υπάρχει μέριμνα για την αντιμετώπιση των προβλημάτων αυτών. Στην παρούσα διατριβή θα επικεντρωθούμε στην πρώτη κατηγορία δείχνοντας πως μπορούμε να γενικεύσουμε τα συμπεράσματά μας στη δεύτερη κατηγορία όποτε αυτό είναι δυνατό.

5. Σύνοψη της θεωρίας δρομολόγησης σε δίκτυα MPLS

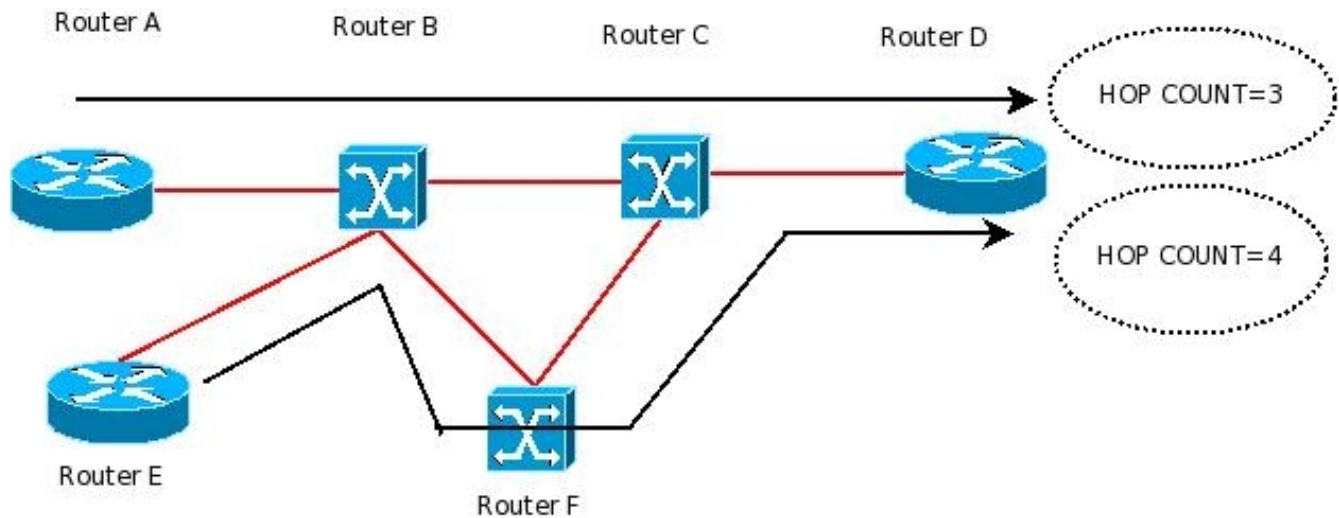
5.1 Εισαγωγή

Τα τελευταία χρόνια παρατηρούμε πολλά παλαιά δίκτυα να μετατρέπονται από πολυτεχνολογικά σχήματα όπου ο πυρήνας του δικτύου υλοποιούνταν σε Frame Relay ή ATM και τα σύνορά τους υλοποιούνταν με σχήματα δρομολογητών ανεξαρτήτων τεχνολογίας που μετέτρεπαν κατά βάση πρωτόκολλα. Αυτή ήταν και η πρώτη προσέγγιση στο πρόβλημα δρομολόγησης που είχε υιοθετηθεί από τους ISPs. Καθώς η μετατροπή προχωρούσε οι διαχειριστές δικτύων γρήγορα ανακάλυψαν περιορισμούς στην καθαρή IP δρομολόγηση η οποία στους early adopters ήταν γνωστή. Από τη στιγμή που ροές για τον ίδιο προορισμό ενωθούν είναι αδύνατο κανείς να τις χωρίσει και να τις δρομολογήσει σε ξεχωριστά μονοπάτια. Το επόμενο σχήμα δείχνει το φαινόμενο.



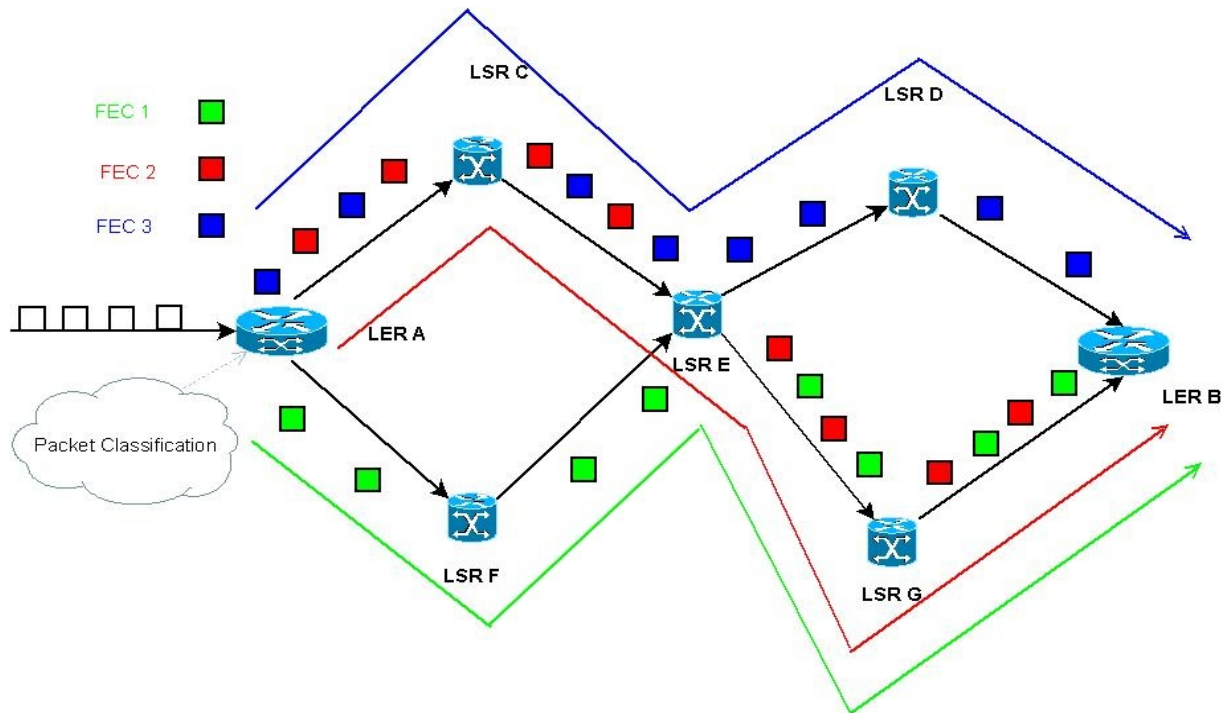
Σχήμα 6: Ταύτιση ροών με ίδιο hop-count

Η κίνηση από το δρομολογητή A στον δρομολογητή D και η κίνηση από το δρομολογητή E στο δρομολογητή D ενώνονται στο δρομολογητή B και διαδίδονται μέσω των συνδέσμων (B,C) και (C,D). Το αποτέλεσμα είναι πόροι να απασχολούνται στους συνδέσμους αυτούς, ενδεχομένως οδηγώντας σε υπερφόρτωση ενώ άλλοι σύνδεμοι στο δίκτυο όπως για παράδειγμα οι σύνδεσμοι (B,F) και (F,C) μένουν αχρησιμοποίητοι. Είναι απροσδόκητο το γεγονός ότι σε παλαιότερα δίκτυα Frame Relay ή ATM στον πυρήνα τους δεν είχαν αυτόν τον περιορισμό γιατί χρησιμοποιούσαν κυκλώματα τα οποία εξυπηρετούσαν συνδέσεις (όπως τα ασύρματα δίκτυα) και από την αρχή μέχρι το τέλος (end-to-end). Το επόμενο σχήμα δείχνει πώς ένα Frame Relay δίκτυο λύνει το πρόβλημα υπερφόρτωσης συνδέσμων με την τοποθέτηση νοητών κυκλωμάτων πάνω από διαφορετικούς συνδέσμους. Στο σχήμα φαίνεται ότι η λύση της εγκατάστασης διαδρομών (A,B,C,D) και (E,B,F,C,D) κάνει καλύτερη διαχείριση πόρων αποφεύγοντας την υπερφόρτωση του συνδέσμου (B,C).



Σχήμα 7: Ανάθεση πόρων ανά ροή

Μπορεί κανείς να υποστηρίξει ότι θα μπορούσε κανείς να κατασκευάσει ένα IP δίκτυο με απόδοση αρκετά κοντά στο βέλτιστο αν προβλέψουμε την κίνηση και αναθέσουμε εύρος ζώνης σε συνδέσμους ανάλογα με αυτή γνώση. Στην πράξη οι ISPs λόγω επαναχρησιμοποίησης παλαιότερης τεχνολογίας τμημάτων του δικτύου τους και λόγω κόστους επιλέγουν να μην επανασχεδιάσουν τα δίκτυά τους αλλά απλά προσπαθούν να χρησιμοποιήσουν την υπάρχουσα υποδομή με μικρές βελτιώσεις ή ανανεώσεις πιο αποτελεσματικά. Προφανώς χρειαζόμαστε τις ιδιότητες των ATM και Frame Relay δικτύων στα νέα IP δίκτυα. Τα πλεονεκτήματα μιας τέτοιας προσέγγισης είναι πολλαπλά. Για παράδειγμα, το εύρος ζώνης σε οπτικά δίκτυα ή ο χρόνος για scheduling σε κάθε cross-connect, θα μπορούσε να ανατεθεί εκ των προτέρων ανάλογα με τα χαρακτηριστικά της ροής ή του VC. Επίσης η ίδια η FEC θα μπορούσε να προ-υπολογιστεί και να αναδρομολογηθεί ανάλογα με τις απαιτήσεις. Υπάρχει ένα σαφές πλεονέκτημα αφού η αναδρομολόγηση πλέον μπορεί να γίνει κατα βούληση αν προκύψει ανάγκη. Μια τέτοια περίπτωση προκύπτει όταν υπάρξουν βλάβες σε κάποιους κόμβους ή ακμές στο μονοπάτι της FEC. Το επόμενο σχήμα δείχνει τα πλεονεκτήματα μιας FEC, τα πακέτα που εισέρχονται στο δίκτυο ταξινομούνται σε FECs και και άμεσα δρομολογούνται.



Σχήμα 8: Ταξινόμηση πακέτων σε FECs

Θα ήταν επιθυμητό να υιοθετηθούν αυτά τα πλεονεκτήματα στα υπάρχοντα IP δίκτυα χωρίς την αλλαγή της υπάρχουσας υποδομής αλλά με αναβαθμίσεις του λογισμικού κατά προτίμηση σε δρομολογητές. Μια τέτοια λύση είναι ελκυστική λόγω του μεγάλου κόστους αλλαγής των υπάρχοντων δικτύων μεταγωγής πακέτου σε δίκτυα ATM και του παροπλισμού ακριβού εξοπλισμού [59]. Το MPLS υπόσχεται να λύσει κάποια από αυτά τα προβλήματα και προς το παρόν δεν φαίνεται κάποια από τις ανταγωνιστικές λύσεις να δίνει καλύτερα αποτελέσματα. Συνυπολογίζοντας ότι δεν εξαρτάται από τα πρωτόκολλα φυσικού στρώματος και το στρώμα L2, μπορεί να υλοποιηθεί ως μια software-only λύση χρησιμοποιώντας τις υπηρεσίες του L2 στρώματος και να εγκατασταθεί ως αναβάθμιση σε έναν δρομολογητή. Στην παρούσα διατριβή θα δώσουμε μια συνοπτική περιγραφή του MPLS. Για περισσότερες πληροφορίες ο ενδιαφερόμενος αναγνώστης θα πρέπει να αναφερθεί στα specifications [60] , [61] και στη βιβλιογραφία [62], [63]. Αν και λίστα δεν είναι εκτενής, προσφέρει ωστόσο μια καλή επιτομή.

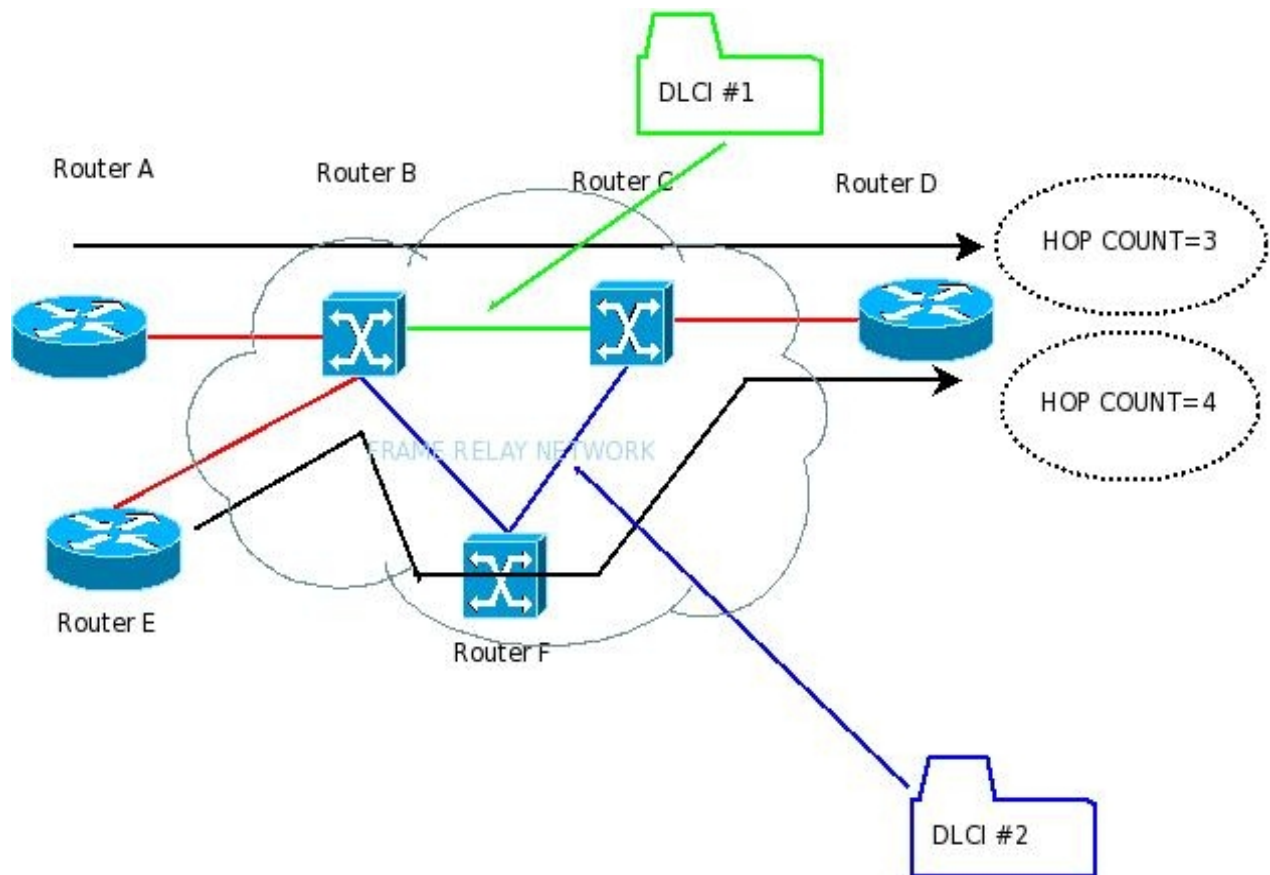
5.2 MPLS σε αντιδιαστολή με το ATM

Η εφαρμογή του TE συνήθως απαιτεί την ικανότητα για την εγκατάσταση νοητών μονοπατιών από τον κόμβο εισόδου στον κόμβο εξόδου. Στα κλασσικά IP δίκτυα

αυτό δεν ήταν διαθέσιμο από τη στιγμή που η έννοια της σύνδεσης δεν εφαρμόζεται σε αυτά. Με την εισαγωγή του MPLS που ουσιαστικά παρέχει νοητά κυκλώματα (Label Switched Paths, Μονοπάτια Μεταγωγής Ταμπέλας) μέσω IP δικτύων, ήταν θέμα χρόνου η εφαρμογή του MPLS για TE (Μηχανική Κίνησης, Traffic Engineering) σε δίκτυα IP. Το TE σε MPLS δίκτυα ακολουθεί τους ίδιους κανόνες με το TE σε ATM δίκτυα. Η μόνη διαφορά είναι η επιλογή των πρωτοκόλλων για την επίτευξη του στόχου.

- Ο διαχειριστής δικτύου ορίζει traffic trunks που υλοποιούνται ως *tunnel interfaces* στους δρομολογητές στα άκρα του δικτύου. Σε όρους ATM ορίζουμε τις παραμέτρους για εγκατάσταση SVC στους συνοριακούς ATM δρομολογητές.
- Τα πρωτόκολλα δρομολόγησης Link-State ((OSPF ή IS-IS) κάνουν τη δικτυακή τοπολογία ή τη διαθεσιμότητα πόρων γνωστή σε όλους τους κόμβους του δικτύου. Στα ATM δίκτυα χρησιμοποιείται το πρωτόκολλο PNNI.
- Τροποποιημένο πρωτόκολλο, για λόγους TE, δέσμευσης πόρων (RSVP, Resource Reservation Protocol) χρησιμοποιείται ως μηχανισμός σηματοδότησης (το αντίστοιχο UNI του ATM) για την εγκατάσταση LSPs (σε όρους ATM, νοητά κυκλώματα, Virtual Circuits VCs).

Η ομοιότητα μεταξύ MPLS TE και ATM εγείρει ένα ενδιαφέρον ερώτημα, το κατά πόσο είναι αναγκαία η μετάβαση σε δίκτυα με IP δρομολογητές. Ήδη δόθηκε μια απάντηση. Η δυνατότητα για δρομολογητές με υλοποίηση πολλαπλών πρωτοκόλλων, η ύπαρξη ενός μηχανισμού διαχείρισης λόγω της μοναδικής αρχιτεκτονικής καθώς και το ποσό γνώσης που χρειάζεται από τους διαχειριστές, είναι σημαντικοί λόγοι. Λιγότερο κόστος εκπαίδευσης και συντήρησης είναι επιθυμητό κάτι που επιτυγχάνεται με την αυτόματη όπως θα δούμε σε αυτό το κεφάλαιο διαχείριση του δικτύου. Αλλά και σε υπάρχοντα ανομοιογενή δίκτυα, η δυνατότητα για TE που προσφέρει το MPLS δεν πρέπει να παραβλεφθεί. Είναι γνωστό ότι μπορεί κανείς να χρησιμοποιήσει τα δίκτυα αυτά ως υπόστρωμα για την ανάπτυξη ενός IP δικτύου. Δεδομένου ότι το MPLS μπορεί να χρησιμοποιηθεί σε IP δίκτυα, γίνεται φανερό ότι τα πλεονεκτήματα που έχουμε σε καθαρά IP δίκτυα μπορούν να μεταχθούν και σε αυτά. Το δίκτυο στο επόμενο σχήμα αποτελείται από τρεις κύριους κόμβους που είναι συνδεδεμένοι με δυο Frame Relay DLCIs (Data Link Control Identifiers) που διαφημίζουν στο δίκτυο καθορισμένη ποσότητα διαθέσιμου εύρους ζώνης. Για την ικανοποίηση των απαιτήσεων μπορεί κανείς να κάνει χρήση των ταμπελών για τη δρομολόγηση από συγκεκριμένους συνδέσμους.



Σχήμα 9: Εφαρμογή του MPLS σε δίκτυο Frame Relay

Ας δούμε μια περιληπτική εικόνα των ιδιαίτερων χαρακτηριστικών του MPLS:

- Το MPLS εγκαθίσταται στη διεπαφή μεταξύ τεχνολογιών L2 (ATM, Frame Relay) και L3 (IP) με τη δυνατότητα της βελτίωσης του πρωτοκόλλου IP αφού προσφέρει ένα επίπεδο ανεξαρτησίας από τεχνολογία.
- Οι δρομολογητές με το κατάλληλο MPLS λογισμικό επεξεργάζονται MPLS ταμπέλες.
- Η παρουσία IP κίνησης στον LER, όπου προστίθενται οι ταμπέλες πυροδοτεί την προώθηση σε LSPs όπου γίνεται η ανταλλαγή ταμπελών.
- Στα όρια του δικτύου, ο LER αφαιρεί τις MPLS ταμπέλες και παραδίδει τα πακέτα IP για παράδοση.
- Κίνηση που αφορά πολλαπλά δίκτυα μπορεί να μεταχθεί μέσω tunnels και

τη χρήση *stacks* από ταμπέλες.

5.3 Μηχανική Κίνησης *Traffic Engineering*

Ο ορισμός του TE μπορεί να συνοψιστεί σε τέσσερα στάδια [64], [65], [66]

- Μέτρηση κίνησης. Η μέτρηση κίνησης είναι η διαδικασία στην οποία συλλέγουμε μετρικές του δικτύου μας όπως ο αριθμός των πακέτων, το μέγεθος των πακέτων και τα πακέτα που ταξιδεύουν κατά τη διάρκεια της ώρας αιχμής. Οι τάσεις της κίνησης, οι εφαρμογές που χρησιμοποιούνται περισσότερο αλλά και δεδομένα απόδοσης όπως οι ταχύτητες λήψης αρχείων και επεξεργασίας πακέτων είναι υψηλότερου επιπέδου μετρικές που θα πρέπει να έχουμε υπόψιν μας.
- Χαρακτηρισμός κίνησης. Ο χαρακτηρισμός κίνησης είναι η διαδικασία με την οποία παίρνουμε τα δεδομένα που συλλέχθηκαν και εφαρμόζουμε στατιστική επεξεργασία. Η ταξινόμηση και η κατηγοριοποίηση είναι ένα βασικό στάδιο πριν κάνουμε κάποια στατιστική επεξεργασία. Παρόμοια μεθοδολογία ακολουθεί το πρότυπο DiffServ.
- Μοντελοποίηση της κίνησης. Η μοντελοποίηση της κίνησης είναι η διαδικασία με την οποία προσπαθούμε να ταιριάξουμε τα προηγούμενα στατιστικά στοιχεία σε κάποιο στοχαστικό μοντέλο. Όταν βρούμε το κατάλληλο μαθηματικό μοντέλο που αντιστοιχεί στα δεδομένα μας μπορούμε να παράγουμε διάφορα *traffic patterns* ώστε να έχουμε ένα μοντέλο για ακριβείς προσομοιώσεις. Για παράδειγμα θα μπορούσαμε να “τρέξουμε” κάποιο σενάριο αύξησης της κίνησης VoIP κατά 2% το μήνα για τέσσερις μήνες με σκοπό να δούμε τη συμπεριφορά του δικτύου. Από τη στιγμή που η μοντελοποίηση έγινε με σωστό τρόπο η προσομοίωση θα μπορέσει να μας διαφωτίσει για τη δυναμική του δικτύου μας κάτω από διαφορετικές συνθήκες.
- Τοποθέτηση κίνησης. Για να μετρήσουμε, χαρακτηρίσουμε και μοντελοποιήσουμε την κίνηση για ολόκληρο το διαδίκτυο θα ήταν πολύ πάνω από τις δυνατότητές μας και τους πόρους που διαθέτουμε. Πριν την άφιξη του MPLS δεν μπορούσαμε να ελέγξουμε τον τομέα συλλογής και επεξεργασίας στοιχείων και αυτό γιατί δεν υπήρχε έλεγχος της κίνησης.

Ο σχεδιασμός ενός δικτύου γίνεται πριν τη μηχανική κίνησης. Η μηχανική κίνησης μπορεί να βοηθήσει τη σωστή λειτουργία ενός δικτύου αν έχει σχεδιαστεί σωστά αλλά και μπορεί να παράσχει δεδομένα για το σωστό σχεδιασμό άλλων δικτύων. Επίσης η μηχανική κίνησης διαχειρίζεται ένα δίκτυο

και δεν μπορεί να αλλάξει τη δομή του παρά μόνο να οδηγήσει σε αποφάσεις για αναβαθμίσεις. Έτσι ο σχεδιασμός του δικτύου δεν μπορεί να χρησιμοποιηθεί άμεσα για μηχανική κίνησης παρά μόνο στην περίπτωση, όπως θα δούμε σε επόμενες ενότητες, προϋπολογισμένων μονοπατιών.

5.4 MPLS και δρομολόγηση

Λόγω του θέματος της διατριβής, θα επικεντρωθούμε κυρίως στα κομμάτια του MPLS που αφορούν στη δρομολόγηση. Κατά τη δρομολόγηση των πακέτων, σε κάθε πακέτο σε ένα περιβάλλον MPLS, ανατίθεται μια ταμπέλα που είναι συνδεδεμένη με τη FEC. Αυτή η ταμπέλα αλλάζει τιμή σε κάθε δρομολογητή. Οπότε οι ταμπέλες είναι κανονικά τοπικής και όχι καθολικής σημασίας όπως θα γινόταν με κάποια διεύθυνση. Κάθε πακέτο στην δημιουργία του λαμβάνει μια ταμπέλα κατά τη δημιουργία του. Η εναλλαγή των ταμπελών είναι δυνατή γιατί η σχετικά μικρή σε πλήθος bits και σταθερού μήκους ταμπέλες μπορούν να εναλλαχθούν από το hardware αποδοτικά για την μεταγωγή των πακέτων από εισερχόμενη ακμή σε εξερχόμενη ακμή (χωρίς να αποκλείεται η multicast μεταγωγή που απλώς εισάγει ένα επιπλέον στάδιο κλωνοποίησης πακέτων, πάλι σε hardware). LSP (Label Switching Path) είναι το μονοπάτι εναλλαγής πακέτων, στο οποίο μεταδίδεται η κίνηση και από μαθηματικής πλευράς αντιστοιχεί σε ένα κλασσικό μονοπάτι σε γράφο. Μια ακολουθία από ταμπέλες σε κάθε κόμβο του δικτύου και σε όλους τους κόμβους του μονοπατιού ορίζει ένα LSP. Το LSP προϋπάρχει της μετάδοσης πακέτων η δημιουργείται ανά περίπτωση κατά την ανίχνευση μιας εισερχόμενης ροής. Αυτές οι δυο μέθοδοι ονομάζονται control-driven και data-driven αντίστοιχα. Είναι λογικό πριν τη μετάδοση πληροφορίας να χρησιμοποιείται ένας αλγόριθμος QoS δρομολόγησης (δηλαδή δρομολόγησης ενός μονοπατιού με προ-επιλεγμένα χαρακτηριστικά QoS). Σε κάθε μια από τις δυο αυτές περιπτώσεις λειτουργίας του MPLS πρέπει να επιλεχθεί και ο κατάλληλος αλγόριθμος με τις απαραίτητες προσαρμογές.

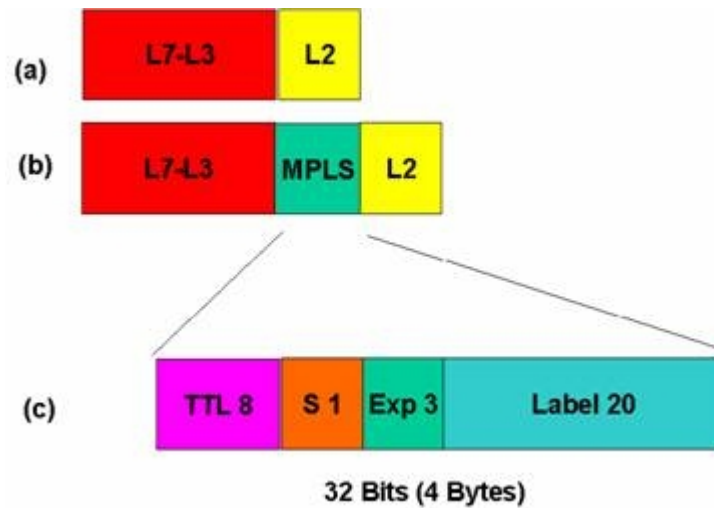
Μια εισαγωγή προώθησης με βάση τις ταμπέλες σε κάθε LSR (Label Switching Router) παρέχει τουλάχιστον πληροφορία για το εξερχόμενο interface και μια καινούρια ταμπέλα, παρόλο που μπορεί να περιέχει και άλλες πληροφορίες. Για παράδειγμα θα μπορούσε να περιέχει το χρόνο παραμονής σε κάθε ουρά εξόδου ή και πληροφορία για κρυπτογράφηση. Η εισερχόμενη ταμπέλα με μοναδικό τρόπο αντιστοιχίζεται σε μια εισαγωγή σε αυτόν τον πίνακα και κάθε ταμπέλα που διανέμεται θα πρέπει να έχει μια εισαγωγή σε κάθε πίνακα. Αυτή η σύνδεση μπορεί να γίνεται από τον τοπικό ή από ένα απομακρυσμένο LSR. Η παρούσα έκδοση του MPLS χρησιμοποιεί “downstream binding” στην οποία οι τοπικά ανατιθέμενες ταμπέλες χρησιμοποιούνται ως εισερχόμενες και οι απομακρυσμένες ταμπέλες χρησιμοποιούνται ως εξερχόμενες. Είναι όμως δυνατή και η αντίστροφη πορεία που αποκαλείται “upstreaming binding”. Σε αυτήν τη διατριβή θα κάνουμε την παραδοχή ότι χρησιμοποιείται η πρώτη περίπτωση. Ένας αλγόριθμος QoS θα πρέπει να “ανακαλύπτει” ένα μονοπάτι για την

δρομολόγηση μιας ροής και να το αντιστοιχίζει σε ένα LSP. Αυτό είναι δυνατό μέσω ενός πρωτοκόλλου διανομής ταμπελών. (Label Distribution Protocol, LDP). Η διανομή ταμπελών μπορεί να γίνει με ένα από τους επόμενους δυνατούς τρόπους,

Downstream Label Distribution Με αυτή τη μέθοδο, ο upstream LSR ανακαλύπτει έναν επόμενο κόμβο για μια FEC, δημιουργεί μια ταμπέλα για τη FEC, και μεταδίδει τη σύνδεση αυτή στον επόμενο LSR. Αν ο downstream LSR είναι ο επόμενος κόμβος για τη FEC, μπορεί να χρησιμοποιήσει αυτήν την ταμπέλα γνωρίζοντας ότι το νόημά της είναι γνωστό. Με άλλα λόγια έχουμε μια αναδρομική διαδικασία.

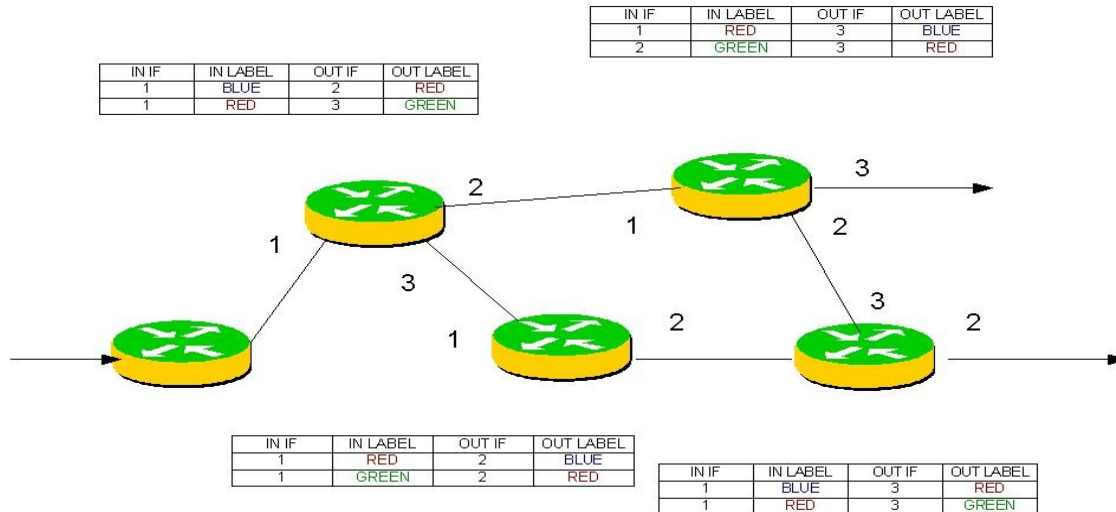
Downstream-on-Demand Label Distribution Ο downstream LSR αναγνωρίζει τον upstream LSR ως επόμενο κόμβο. Μια αίτηση πραγματοποιείται στον upstream LSR για μια σύνδεση μεταξύ FEC και ταμπέλας. Αν ο upstream LSR αναγνωρίσει τη FEC και έχει έναν επόμενο κόμβο για αυτή, κάνει τη σύνδεση και αποκρίνεται στον downstream LSR. Και οι δυο LSRs κατανοούν τη σύνδεση πλέον.

Η αρχιτεκτονική MPLS χρησιμοποιεί τοπικό έλεγχο (ο LSR μπορεί να αποφασίσει και να διαφημίσει τη σύνδεση χωρίς να περιμένει να λάβει κάποια σύνδεση από το γείτονα για την ίδια FEC) και απομακρυσμένο έλεγχο (ο LSR περιμένει για κάποια σύνδεση από τον downstream γείτονα πριν δεσμεύσει μια ταμπέλα και την διαφημίσει upstream). Η πλέον κοινή προσέγγιση για διαφήμιση και διανομή ταμπελών είναι η χρήση κάποιου πρωτοκόλλου όπως το OSPF (Open Shortest Path First) ή CSPF (Constrained Shortest Path First) για την ανακάλυψη μιας διαδρομής στην οποία οι ταμπέλες θα διανεμηθούν. Για αυτό το λόγο χρησιμοποιείται το "downstream label distribution". Το MPLS κάνει μια περαιτέρω κατηγοριοποίηση στο ρόλο που παίζουν οι κόμβοι ενός δικτύου. Ένας δρομολογητής τύπου LER (Label Edge Router) είναι μια συσκευή που χρησιμοποιείται στα όρια του δικτύου MPLS. Είναι ικανός να χρησιμοποιεί την πληροφορία δρομολόγησης για να αναθέτει αρχικές ταμπέλες στα πακέτα και να τα προωθεί στο MPLS δίκτυο.



Σχήμα 10: Τοποθέτηση ταμπέλας στο MPLS

Οι LERs υποστηρίζουν πολλαπλές θύρες συνδεδεμένες σε ανόμοια δίκτυα (όπως ATM, Frame Relay και Ethernet) και προωθούν κίνηση στο MPLS δίκτυο αφού έχουν δημιουργήσει το αντίστοιχο LSP, χρησιμοποιώντας το πρωτόκολλο σηματοδότησης στην είσοδο του δικτύου και κατανέμοντας την κίνηση πίσω στο ανομοιογενές δίκτυο. Συνεπώς οι LERs παίζουν καθοριστικό ρόλο στην ανάθεση και απομάκρυνση των ταμπελών καθώς η κίνηση μπαίνει ή βγαίνει από το MPLS δίκτυο. Ανάλογα με την κατεύθυνση της κίνησης, οι LERs μπορούν να διακριθούν σε ingress/egress (εισόδου/εξόδου). Στην περίπτωση που κάνουμε την παραδοχή της ύπαρξης ενός RCM (Route Computation Module), οι LERs παρέχουν σε αυτό τα χαρακτηριστικά της κίνησης το οποίο επιστρέφει ένα κατάλληλο μονοπάτι που μπορεί να χρησιμοποιηθεί στη διανομή ταμπελών. Αυτό το μονοπάτι παίρνει τη μορφή λίστας ακμών ή κόμβων και αντίστοιχων δεμεύσεων πόρων. Η χρήση του RSVP-TE (Resource Reservation Protocol for Traffic Engineering) ικανοποιεί ταυτόχρονα τη δέσμευση πόρων και τη διανομή ταμπελών (οι οποίες στη ουσία είναι ένας πόρος). Ωστόσο το συγκεκριμένο πρωτόκολλο δημιουργεί προβλήματα κλιμάκωσης. Σε αυτή τη διατριβή θα επικεντρωθούμε στο RCM που πρέπει να ικανοποιεί συγκεκριμένες προδιαγραφές για να είναι κατάλληλο για ένα περιβάλλον MPLS και κατ'επέκταση MPLS.



Σχήμα 11: Διαδοχικές αντικαταστάσεις ταμπέλας στο MPLS

5.5 Απαιτήσεις για δρομολόγηση σε δίκτυα MPLS.

Σε αυτήν την ενότητα θα προσπαθήσουμε να καταγράψουμε τις διάφορες απαιτήσεις που ισχύουν για δρομολόγηση και Traffic Engineering στην περίπτωση του MPLS και είναι συμβατές με τις παραδοχές μας. Δεν είναι δυνατόν να καταγράψουμε όλες τις δυνατές απαιτήσεις αφού πολλές από αυτές είναι σχετικές με συγκεκριμένες απαιτήσεις. Για παράδειγμα ανάλυση ευρωστίας και ασφάλειας δε θα μας απασχολήσουνε εδώ. Ο ενδιαφερόμενος αναγνώστης μπορεί να ανατρέξει σε μερικές από τις άριστες αναφορές που δίνονται στη βιβλιογραφία [67], [68], [66] και αφορούν σε αυτούς τους τομείς. Συνεπώς, η συλλογή των απαιτήσεων θα πρέπει να ληφθεί ως γενικό και χονδροειδές μέτρο της ποιότητας ενός αλγορίθμου δρομολόγησης κατάλληλο για την ανάπτυξη υπολογιστικών μοντέλων.

1. Η δρομολόγηση θα πρέπει να έχει γνώση των πόρων στο δίκτυο. Αναβαθμίσεις στη χωρητικότητα των ζεύξεων, ή κατάρρευση συνδέσεων λόγω συντήρησης, βλάβης ή καταστροφικών συνθηκών δε θα πρέπει να καθιστά τις διαδρομές που υπολογίζει ο αλγόριθμος άκυρες [69], [70], [71], [72]. Προϋπολογισμένα

μονοπάτια μπορούν να επηρεαστούν με αρνητικό τρόπο από τα προηγούμενα συμβάντα αφού δε γνωρίζουν την παρούσα κατάσταση του δικτύου. Κάτω από το πρίσμα του MPLS είναι δυνατό να διαγνωστεί εύκολα η ανικανότητα ενός μονοπατιού να φιλοξενήσει τις απαιτήσεις κίνησης μια ροής. Είναι επίσης δυνατό κάποιες από τις προηγούμενες προϋπολογισμένες διαδρομές (FECs) να χρησιμοποιηθούν ως εναλλακτικές. Στη χειρότερη περίπτωση μιά τέτοια διαδρομή δεν είναι δυνατό να βρεθεί. Αυτό οδηγεί σε φαινόμενα blocking. Ένας αλγόριθμος θα πρέπει να δουλεύει με τέτοιο τρόπο ούτως ώστε αυτά τα φαινόμενα να ελαχιστοποιούνται. Αν και είναι κατ'επανάληψη εκπεφρασμένο στην υπάρχουσα βιβλιογραφία το κλασικό πρόβλημα του αλγορίθμου Dijkstra, η νέα μορφή της δρομολόγησης ελαχίστου μονοπατιού με βάση περιορισμούς CSPF (Constrained Shortest Path First) [73] μαζί με τις βελτιώσεις που αφορούν στο TE (Traffic Engineering), ικανοποιεί αυτήν την απαίτηση και δίνει μια απλοϊκή βελτίωση σε σχέση με παλαιότερες μη ευέλικτες λύσεις.

2. Η μορφή της κίνησης είναι λίγο έως πολύ άγνωστη. Αν και μεγάλο μέρος της έρευνας έχει αφιερωθεί την μοντελοποίηση της κίνησης του Διαδικτύου, η έλλειψη ελέγχου πάνω στους χρήστες και τη γεωγραφική τους κατανομή, δημιουργεί περίπλοκες μορφές κίνησης που δεν μοντελοποιείται ακόμη με μθηματικές εξισώσεις [74] , [75] .Μια πιθανή λύση για ομαλοποίηση των ανώμαλων χαρακτηριστικών της κίνησης του Διαδικτύου είναι μέσω της συσσώρευσης της κίνησης. Από τη στιγμή που επικεντρώνουμε την προσοχή μας σε backbone δίκτυα, μπορούμε να κάνουμε την παραδοχή ότι η κίνηση χαρακτηρίζεται από μεγάλους χρόνους αφίξεων και ζωής με μικρή διασπορά. Τα ακριβή στατιστικά χαρακτηριστικά οφείλουν να είναι περισσότερο ομαλά σε σχέση με τα εσωτερικά δίκτυα των παροχών. Όσο περισσότερη συσσώρευση γίνεται σε ροές μεγαλύτερου εύρους ζώνης. Τόσο περισσότερη ομαλοποίηση είναι δυνατή. Ωστόσο ακόμη και σε αυτήν την περίπτωση, δεν μπορούμε να εγγυηθούμε για τα χαρακτηριστικά της κίνησης. Αν γνωρίζαμε εκ των προτέρων τη μορφή της, θα μπορούσαμε με προϋπολογισμένα μονοπάτια στην ιδανική περίπτωση (χωρίς να υπολογίζουμε τις βλάβες) να λύσουμε το πρόβλημα.

3. Η εξισορρόπηση του φορτίου πρέπει να είναι συνδυασμένη στις αποφάσεις δρομολόγησης. Αποτελεί κοινή γνώση ότι όσο περισσότερο μια μηχανή/συσκευή χρησιμοποιείται, τόσο πιο πιθανό είναι να παρουσιάσει βλάβες. Συνεπώς η εξισορρόπηση του φορτίου είναι επιθυμητή ώστε να παρέχονται χρονικά διαστήματα στα οποία μια συσκευή να δουλεύει κάτω από το 100%, [76], [77]. Πρέπει όμως να αναφερθούμε και σε μια άλλη παράμετρο που τα τελευταία χρόνια έχει γίνει μείζονος σημασίας. /η προστασία του περιβάλλοντος απαιτεί λιγότερο σπάταλες συσκευές. “Fan-less” σχεδιάσεις βρίσκουν ολοένα και αυξανόμενη χρήση στο ρεπερτόριο των δικτυακών συσκευών. Αυτές οι σχεδιάσεις είναι περισσότερο αξιόπιστες λόγω της χαμηλής τους κατανάλωσης. Σε πολλές περιπτώσεις είναι λιγότερο ισχυρές σε σχέση με τις συσκευές που αντικαθιστούν. Για αυτό το λόγο πρέπει να λειτουργούν σε συστοιχίες και σε μικρότερο φορτίο. Για να μειωθεί η πιθανότητα βλαβών, όπως και με τις παρούσες συσκευές, οι λειτουργοί δεν τις εκμεταλλεύονται στο έπακρο. Τέλος πρέπει να αναφέρουμε ότι

η εξισορρόπηση φορτίου επιτρέπει στην απορρόφηση μιας προσωρινής αύξησης στην απαίτηση κίνησης με ομαλό τρόπο χωρίς την αναβάθμιση συσκευών ή της χωρητικότητας του δικτύου [78].

4. Οι υπολογισμοί της δρομολόγησης θα πρέπει να ελαχιστοποιούνται. Στην παρούσα βιβλιογραφία, υπάρχουν πολλές δημοσιεύσεις οι οποίες προτείνουν περίπλοκες μεθόδους δρομολόγησης. Ακόμη και σε ένα κεντρικό σύστημα δρομολόγησης που έχει μια επαρκή εικόνα των πόρων, η οποία μπορεί να είναι ακριβής ή και προσεγγιστική, δε θα πρέπει να απαιτείται μεγάλο χρονικό διάστημα μέχρι την επιστροφή ενός μονοπατιού από τον αλγόριθμο δρομολόγησης. Αυξήσεις στο μέγεθος του δικτύου αντανακλώνται σε αυξήσεις του χρόνου για τη σύγκλιση του αλγορίθμου. Η επιτυχία του αλγορίθμου του ελαχίστου μονοπατιού έγκειται στην απλότητά του.

5. Πιθανότητα για εξάντληση των ταμπελών. Σε προηγούμενες εργασίες, δε δόθηκε μεγάλη έμφαση στην κεντρική ιδέα πίσω από το MPLS το οποίο αντιμετωπίστηκε ως μια απλή επέκταση του ATM σε δίκτυα μεταγωγής πακέτου. Σε κάποιο βαθμό αυτό είναι δυνατό. Ωστόσο καμία μελέτη δεν προσπάθησε να μειώσει τη χρήση αυτού του πόρου που είναι ζωτικής σημασίας για τη Μηχανική Κίνησης. Για μικρά δίκτυα αυτή η εξάντληση δε θα έπρεπε να συμβαίνει. Αλλά για μεγάλα δίκτυα μπορεί να συμβεί [79]. Μεγάλη χρήση ταμπελών σημαίνει μεγάλη χρήση FECs και μεγάλη αποθήκευση κατάστασης σε κάθε δρομολογητή. Μικρή χρήση ταμπελών σημαίνει μεγάλη συγκέντρωση εύρους ζώνης αν υπάρχει μεγάλο φορτίο. Αυτό συνήθως γίνεται με την προ-δέσμευση εύρους ζώνης.

6. Η προδέσμευση πόρων δεν είναι επιθυμητή. Είναι αληθές ότι η προ-δέσμευση εύρους ζώνης για ένα μονοπάτι μπορεί να μειώσει την πιθανότητα άρνησης δρομολόγησης για το συγκεκριμένο ζεύγος κόμβων τους οποίους συνδέει. Ο σκοπός ενός αλγορίθμου δρομολόγησης είναι να μειώσει τη ολική πιθανότητα για άρνηση δρομολόγησης με ορθή διαχείριση των πόρων. Όταν η μορφή της κίνησης είναι άγνωστη, δεν υπάρχει εγγύηση ότι το εύρος ζώνης που έχει προδεσμευθεί θα χρησιμοποιηθεί. Αυτή η αντιμετώπιση ενέχει το ρίσκο της εξάντλησης πόρων για άλλους κόμβους. Η δυνατότητά τους για δρομολόγηση ροών θα βλαφθεί Ένας ευφυής αλγόριθμος δρομολόγησης θα πρέπει να είναι ικανός να αντιληφθεί τέτοιες καταστάσεις κακής διαχείρισης και να αναθέτει εύρος ζώνης ανά περίπτωση [67], [80].

5.6 Συνήθειες παραδοχές στην ερευνητική βιβλιογραφία

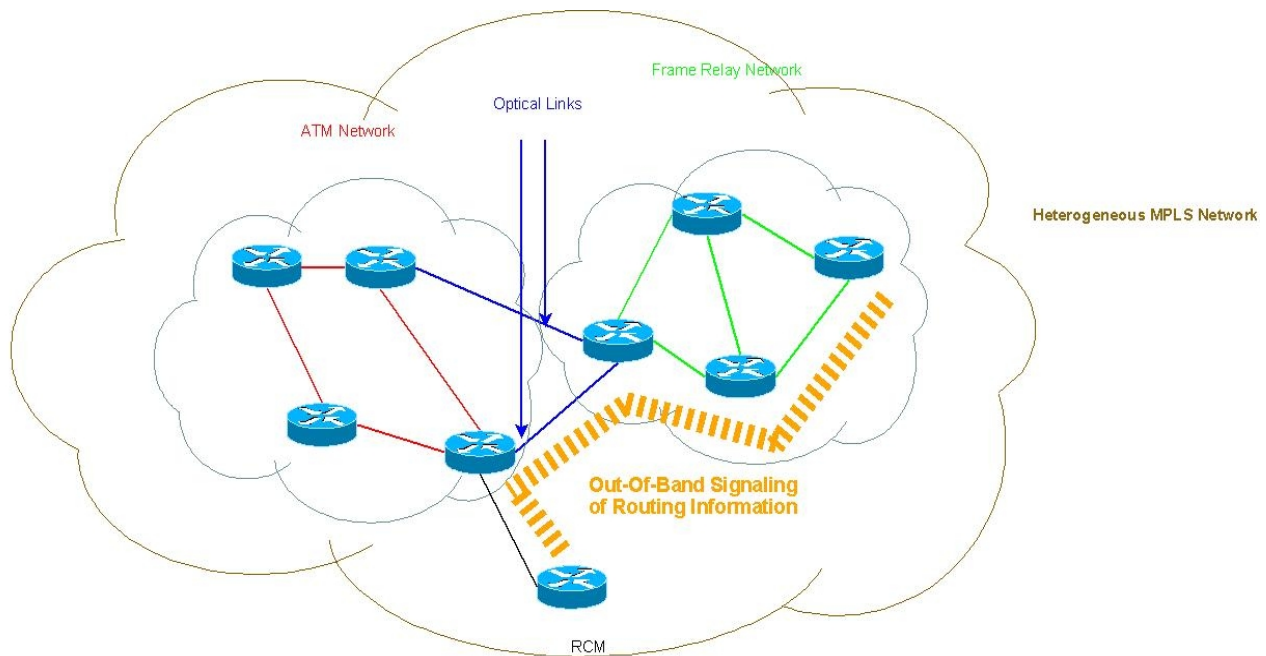
Σε αυτή την ενότητα θα προσπαθήσουμε να συλλέξουμε όλες τις παραδοχές οι οποίες γίνονται στην ερευνητική βιβλιογραφία και οι οποίες είναι συμβατές με τα κριτήρια που αναλύσαμε στην παραπάνω ενότητα. Η ανάλυση αυτή αποτελεί μια εισαγωγή στη μετέπειτα ανάλυση στα δίκτυα MPLS. Οι μετέπειτα παραδοχές δεν

διαφέρουν πολύ στη φιλοσοφία και η απαρίθμησή τους παίζει ρόλο συγκριτικό. Τέλος αποτελούν μια βάση για την αναπτυξη των υπολογιστικών μοντέλων.

1. Οι ροές δεν διακλαδώνονται [67], [68]. Αυτή η απαίτηση δεν είναι τεχνητή ή τεχνική. Προσπαθούμε να μειώσουμε τη χρήση buffers που θα αναιρούν τα φαινόμενα διακύμανσης καθυστέρησης (jitter) που προκαλούνται από εναλλακτικές διαδρομές. Πράγματι, η φύση της εισαγόμενης διακύμανσης δεν είναι πλέον αποτέλεσμα του buffering αλλά είναι καθαρά τοπολογική. Οι εναλλακτικές διαδρομές επάγουν διακύμανση αφού διαφορετικά πακέτα οδηγούν σε διαφορετικές διαδρομές. Επίσης η ταξινόμηση των πακέτων σε κάθε διαδρομή δεν είναι εύκολο να μεταδοθεί στον κόμβο προορισμό παρά μόνο με την κατασκευή FECs. Η παραδοχή αυτή συνεπώς δεν είναι ανεδαφική αφού το πλήθος των εναλλακτικών διαδρομών και η επιλογή της διαδρομής που θα ακολουθήσει το κάθε πακέτο κάνουν το ελάχιστο μέγεθος στους buffers απρόβλεπτο. Επίσης υπάρχει και μια άλλη συνιστώσα στο πρόβλημα. Πράγματι, αν και διακλαδούμενα μονοπάτια που αντιστοιχούν σε μια ροή αποτελούν λύση σε αρκετούς αλγορίθμους η εγκατάσταση μιας συνεδρίας RSVP για κάθε ένα από αυτά θα ήταν χρονοβόρα. Η μόνη αποτελεσματική λύση θα ήταν να φιλοξενηθούν σε μια ήδη εγκατεστημένη FEC. Δεν είναι όμως προφανής ένας τέτοιος μηχανισμός επαναχρησιμοποίησης. Τέλος η παρακολούθηση όλων των μονοπατιών που αφορούν σε μια ροή θα ήταν επίσης μια χρονοβόρα διαδικασία αφού η συλλογή στατιστικών στοιχείων θα δυσχαιρενόταν από το πλήθος των στατιστικών στοιχείων και την ανάπτυξη εξειδικευμένων μηχανισμών μέτρησης. Το MPLS δεν απαγορεύει τη διακλάδωση των ροών αφού αποτελεί ένα μηχανισμό για δέσμευση πόρων σε μονοπάτι και τη γρήγορη αναδρομολόγηση των πακέτων σε αυτό σε περίπτωση σφάλματος, εντούτοις το backup LSP είναι ανενεργό. Στην παρούσα εργασία θα θεωρούμε ότι επιτυχείς διαθέσεις πόρων για μια ροή μεταφράζονται σε ένα και μόνο μονοπάτι. Η επιλογή μας γίνεται με σκοπό το αποτελεσματικό traffic management.
2. Στα περιβάλλοντα δομολόγησης επιτρέπονται data-driven και control-driven δημιουργίες και μετατροπές LSPs. Στην αναφορά [81] υπάρχει μια προσπάθεια προς αυτήν την κατεύθυνση, δηλαδή την ύπαρξη και των δυο περιπτώσεων αντίστοιχα αν και η αναφορά [82] προτείνει τον control-driven τρόπο ως προτιμότερο. Δεν είναι ανεδαφική η καταβούληση διαμόρφωση των απαιτήσεων εύρους ζώνης ενός LSP αρκεί οι μεταβολές να πραγματοποιούνται με ρυθμό πολύ μικρότερο της έλευσης αιτήσεων [83]. Φαίνεται ότι μια τέτοια παραδοχή θα μπορούσε να επηρεάζει αρνητικά τον αλγόριθμο δρομολόγησης. Στις υπάρχοντες ερευνητικές εργασίες υπάρχει η απαίτηση για τη σταθεροποίηση των απαιτήσεων σε εύρος ζώνης μιας αίτησης και δε γίνεται κάποια πρόβλεψη για αύξηση σε κάποια μελλοντική στιγμή των απαιτήσεων εύρους ζώνης της ροή. Την αύξηση ή τη μείωση αυτή μπορεί κανείς να τη δει ως δρομολόγηση ή τερματισμό μιας αίτησης πάνω από την ίδια FEC. Το πρότυπο MPLS το επιτρέπει [84]. Βέβαια επειδή η δρομολόγηση αυτή δε γίνεται με το βέλτιστο τρόπο που προτείνει ο

αλγόριθμος είναι πολύ πιθανό να υπάρξει αντίκτυπος στο μέγεθος του BP. Από την άλλη πλευρά η δρομολόγησή της αύξησης ως ξεχωριστής αίτησης προκαλεί διακλάδωση της ροής με όλα τα προηγούμενα μειονεκτήματα. Επίσης το overprovisioning που δίνει ανενεργό εύρος ζώνης για μελλοντική χρήση δεν αποτελεί στρατηγική καλής χρήσης πόρων.

3. Το δίκτυο υπό εξέταση είναι backbone. Το κόστος συνεδριών RSVP/LDP σε ένα γενικό δίκτυο είναι τεράστιο λόγω της κίνησης που αυτά δημιουργούν, και αυτό δικαιολογεί τη χρήση τους σε τέτοια δίκτυα [85], [86]. Συμφέρει η εφαρμογή του πρωτοκόλλου RSVP/LDP σε τέτοια δίκτυα αφού η καθυστέρηση που προκαλεί θέτει ένα πάνω όριο στη διάμετρο (σε κόμβους) ενός δικτύου και συνήθως αυτού του είδους δίκτυα έχουν λιγότερους κόμβους από τα δίκτυα πελατών. Η τελευταία αναφορά προτείνει βελτιώσεις στην υλοποίηση. Η συσσώρευση εύρους ζώνης προκαλεί τη μείωση των αιτήσεων και συνεπώς την επανάληψη συνεδριών τέτοιου τύπου. Ακόμη περισσότερο η multimedia κίνηση είναι λογικό να συσσωρεύεται σε trunks μεγαλύτερου εύρους ζώνης από την Best-effort κίνηση [87]. Το μεγάλο εύρος ζώνης αυτών των δικτύων πρέπει να διαχειρίζεται με όσο το δυνατόν βέλτιστο τρόπο. Συνεπώς έχει νόημα να μιλάμε για εφαρμογή σε δίκτυο backbone. Δεν είναι ανεδαφική η παραδοχή για ένα κεντρικό σχήμα δρομολόγησης που αφορά στο backbone δίκτυο αφού αυτά δεν αποτελούνται από πολλούς κόμβους. Ένα τέτοιο σχήμα επιτρέπει την αποτελεσματική διαχείριση και επικοινωνία της πληροφορίας με μεθόδους out-of-band. Από τη στιγμή που ο ειδικός κόμβος RCM (Route Computation Module) πραγματοποιούν τους υπολογισμούς για τις διαδρομές, μπορεί να επιτευχθεί μια ακριβή πρόβλεψη για την κατάσταση των πόρων με εξαίρεση τις περιπτώσεις που έχουμε βλάβες ή μεταβολή του εύρους ζώνης στα LSPs από τους LERs. Η δεύτερη περίπτωση αντιμετωπίζεται εύκολα με την επικοινωνία αυτών των αλλαγών στο κεντρικό σύστημα. Η αντιμετώπιση βλαβών από ένα RCM σύστημα είναι δύσκολη και δε θα μας απασχολήσει στην παρούσα διατριβή αφού δε θα γίνει εξέταση της επιβιωσιμότητας των δικτύων.
4. Η αναδρομολόγηση δε γίνεται στα δίκτυα υπό εξέταση. Η αναδρομολόγηση προτείνεται ως λύση για βέλτιστη διαχείριση των πόρων [88], [89]. Αυτό οφείλεται καθαρά στη φύση του προβλήματος που είναι online. Παρακάτω αναφέρουμε τη μέθοδο Flow Deviation η οποία έχει αυτό το σκοπό. Αξίζει να σημειωθεί ότι το κόστος αναδρομολόγησης, κάτι ανάλογο του defragmentation ενός file system στη θεωρία των λειτουργικών συστημάτων, διακόπτει την εξυπηρέτηση αιτήσεων και προκαλεί τεράστια κίνηση RVSP και LDP όταν γίνεται στο επίπεδο IP [90]. Αυτοί οι λόγοι μας οδηγούν στην απόρριψη της αναδρομολόγησης ως εναλλακτική. Πρέπει όμως να σημειώσουμε ότι δρομολογώντας εναλλακτικά LSPs μαζί με τα κύρια πριν τη χρήση των LSPs και χρησιμοποιώντας τους γενικευμένους τρόπους για restoration του MPLS, έχουμε ένα αποτελεσματικό τρόπο αντιμετώπισης των προηγούμενων προβλημάτων της αναδρομολόγησης και της επιβίωσης κάτω από βλάβες [91], [92].



Σχήμα 12: Δρομολόγηση σε ετερογενές δίκτυο

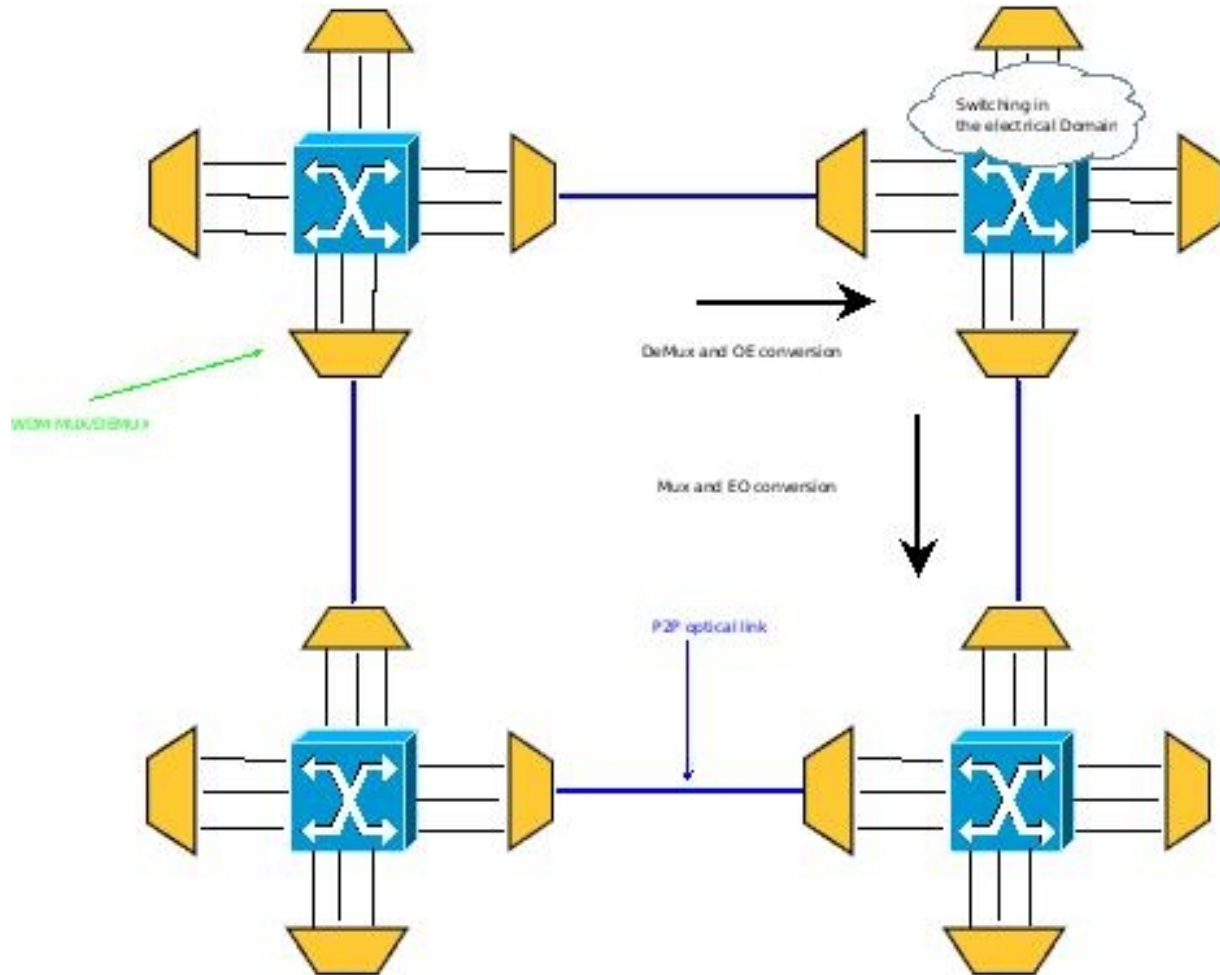
Ένα παράδειγμα που αυτές οι απαιτήσεις ικανοποιούνται είναι τα MPLS δίκτυα όπου έχουμε την αντιστοίχιση ταμπελών και μηκών κύματος και αποτελούν το θέμα της διατριβής αυτής.

6. Δρομολόγηση σε MPLS δίκτυα

6.1 Εισαγωγή

Οι πολλαπλές ευκολίες που προσφέρουν τα δίκτυα MPLS για τη διαχείριση της κίνησης ενός τυπικού δικτύου πακέτου αναπόφευκτα έκαναν την επιθυμία για εφαρμογή στα οπτικά δίκτυα μεγαλύτερη από ποτέ. Η πλέον απλή εφαρμογή αυτής της επαναστατικής ιδέας έγινε σε οπτικά δίκτυα τύπου oaque (αδιαφανή) [93]. Στα συγκεκριμένα δίκτυα ο κάθε LSR αποτελείται από κατάλληλες διατάξεις για τη μετατροπή του σήματος από το οπτικό επίπεδο στο ηλεκτρικό επίπεδο (OE conversion), μεταγωγή και πάλι μετατροπή στο οπτικό επίπεδο (EO conversion). Έτσι ένα τέτοιο δίκτυο αποτελείται από δρομολογητές οι οποίοι συνδέονται με P2P (point-to-point) οπτικούς συνδέσμους. Λόγω των μεγάλων απαιτήσεων σε εύρος ζώνης, ένα ολόκληρο μήκος κύματος (σπανιότερα) ή και μια σχισμή SONET (συχνότερα) μπορούσε να μεταχθεί για την εξυπηρέτηση μιας αίτησης. Με αυτό το δεδομένο ήταν λογική η αντιστοίχιση μιας ταμπέλας με ένα μήκος

κύματος ή μιας σχισμής. Ο σχεδιασμός σε αυτά τα δίκτυα αποτελούσε μια σχετική απλή υπόθεση αφού η υιοθέτηση P2P συνδέσμων μπορούσε να διευκολύνει τις αποφάσεις εγκατάστασης οπτικών ινών, ενισχυτών και αναμεταδοτών ανάλογα με το μήκος μετάδοσης. Το επόμενο σχήμα δείχνει ένα τέτοιο δίκτυο που για τους προαναφερθέντες λόγους ονομάζεται και O/E/O (Optical Electronic Optical)



Σχήμα 13: Οpaque οπτικό δίκτυο

Τα δίκτυα αυτού του τύπου μπορούσαν να εξυπηρετήσουν τις απαιτήσεις σε εύρος ζώνης μέχρι τα τέλη της δεκαετίας του 90 [94]. Οι νέες απαιτήσεις όμως που μεταφράζονταν σε τεράστιους ρυθμούς μετάδοσης έκαναν την ανάγκη για νέες προσεγγίσεις επιτακτική. Το κύριο bottleneck στο προηγούμενο σχήμα ήταν η μετατροπή O/E/O. Για να καταλάβουμε γιατί αναφέρουμε με κάποια λεπτομέρεια τη λειτουργία τους. Κάθε σύνδεσμος (ή κάθε ακμή του αντίστοιχου γράφου) είναι οπτικά απομονωμένη από μεταγωγούς (transponders) οι οποίοι μετασχηματίζουν το σήμα από οπτικό σε ηλεκτρικό και πάλι οπτικό O/E/O. Η λειτουργικότητά τους συνίσταται σε :

1. *Αναγέννηση (regeneration)* : Η αναγέννηση είναι η ανάκτηση του σχήματος και η εξάλειψη όσο είναι δυνατόν φαινομένων θορύβου.
2. *Ανασυγχρονισμό (retiming)* : Ο ανασυγχρονισμός είναι η εξάλειψη φαινομένων

jitter που προέρχονται από την εξάπλωση του φάσματος.

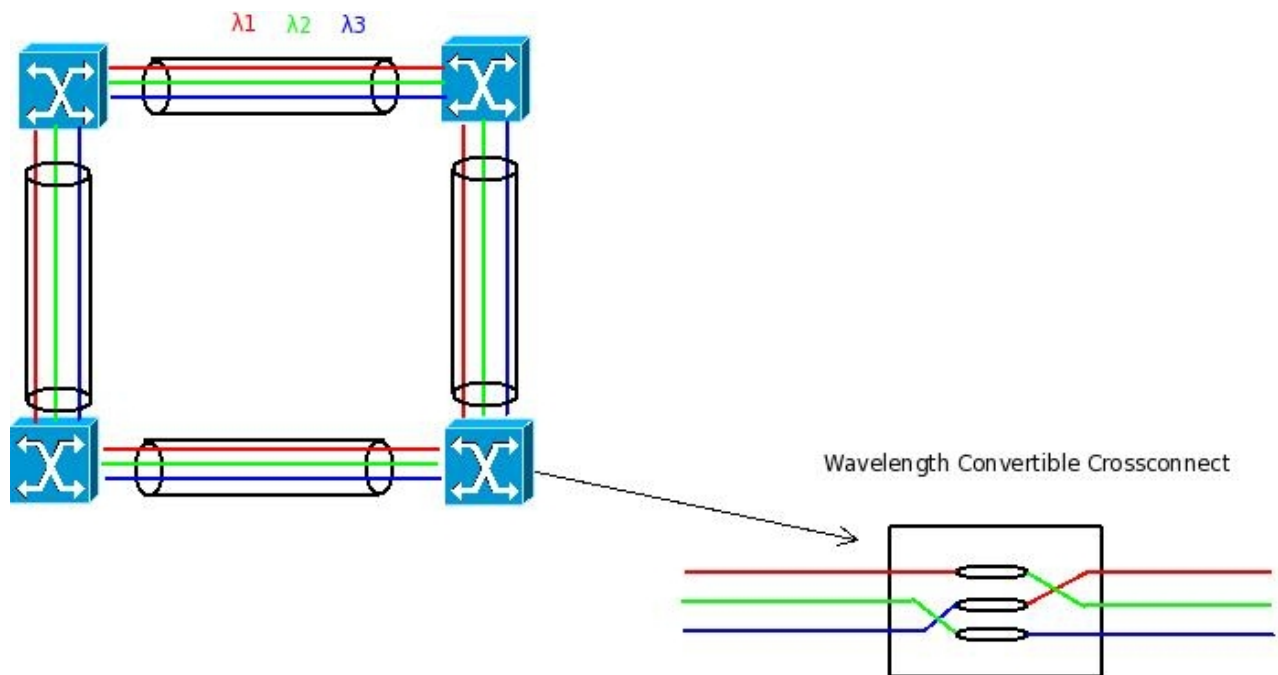
3. *Ανασχηματισμός του σήματος (reshaping)* : Ο ανασχηματισμός είναι η διαδικασία με την οποία ανακτάται το αρχικό σχήμα του σήματος που αλλοιώνεται από διάφορα φαινόμενα κατά τη μετάδοσή του σήματος σε μια ίνα.

Η διαδικασία αυτή είναι γνωστή ως 3R και έχει το ανεπιθύμητο παράπλευρο αποτέλεσμα της κατάργησης της διαφάνειας που αφορά στη μορφή των πακέτων και στους ρυθμούς μετάδοσης. Οι μεταγωγοί αυτοί είναι αρκετά ακριβοί και η έλλειψη διαφάνειας παρεμποδίζει τη γρήγορη ανάπτυξη νέων υπηρεσιών. Αυτά τα εμπόδια είναι τα κυρίως κίνητρα για την εισαγωγή περιοχών διαφάνειας (domains of transparency) με άλλα λόγια υποδίκτυα all optical στα οποία δε γίνονται οι ανεπιθύμητες O/E/O μετατροπές και θα πρέπει να είναι μεγαλύτερα από τα κλασσικά συστήματα οπτικής μετάδοσης OTS (Optical Transport Systems) που παρέχονται από διαφορετικούς συνήθως κατασκευαστές δημιουργώντας προβλήματα interfacing (διαπροσωπείας). Η νέα τεχνολογία WDM έφερε μια νέα πραγματικότητα. Η καθυστέρηση που εισαγόταν λόγω της O/e/O μετατροπής ήταν τέτοια που δεν μπορούσε να γίνει αποτελεσματική χρήση της τεχνολογίας WDM. Επίσης η νέα τεχνολογία DWDM εκμετάλλευσης ρυθμών στις ίνες, για την απόκτηση επιπλέον εύρους ζώνης, όπου τα μήκη κύματος απέχουν πολύ μικρή απόσταση μεταξύ τους δε θα μπορούσε να χρησιμοποιηθεί με αποδοτικό τρόπο από την υπάρχουσα τεχνολογική υποδομή. Η παρούσα τεχνολογία DWDM επιτρέπει ρυθμούς μετάδοσης μέχρι 10 Gb/s ανά κανάλι × 40 (80) κανάλια @ 100 GHz (50 GHz) διαχωρισμό καναλιών και τυπικές αποστάσεις κόμβων μέχρι 600 km με οπτικούς ενισχυτές κάθε 80km. Η εφαρμογή OEO μετατροπών για μεταγωγή συνάντησε ένα θεμελιακό εμπόδιο λόγω των τεράστιων ρυθμών δεδομένων και η χρήση τους μπορούσε πλέον να γίνει μόνο στα άκρα του δικτύου. Στο εσωτερικό του δικτύου μεταγωγή έπρεπε να γίνει εξολοκλήρου στο οπτικό πεδίο. Παράλληλα η τεχνολογία που σχεδιάστηκε για οπτική μεταγωγή μόλις άρχισε να ωριμάζει και ο σχεδιασμός των δικτύων άλλαξε ριζικά. Ένα επιπλέον κέρδος αυτής της προσέγγισης ήταν η έλλειψη εξάρτησης της τεχνολογικής υποδομής ενός δικτύου από το πρωτόκολλο μετάδοσης αφού τα πακέτα μετάδοσης πληροφορίας δεν εξετάζονταν για το περιεχόμενό τους κάτι που συνέβαλλε αποφασιστικά στην καθυστέρηση μετάδοσης [95].

6.2 WDM δίκτυα (All Optical Networks, AONs)

Τα backbone οπτικά δίκτυα Πολυπλεξίας Μήκους Κύματος (WDM) αναμένονται να μετασχηματιστούν από δίκτυα σημείου προς σημείο (Point to Point) σε δίκτυα πολλαπλών hops με διαφανή λειτουργία ούτως ώστε να εκμεταλλευτούν στο έπακρο τις δυνατότητες που προσφέρονται από το δίκτυο δρομολόγησης μηκών κύματος. Η υποστήριξη Ποιότητας Υπηρεσίας (QoS) που συνδέεται με την εξασφάλιση συγκεκριμένου επιπέδου υπηρεσίας για μια ζεύξη είναι απαραίτητη

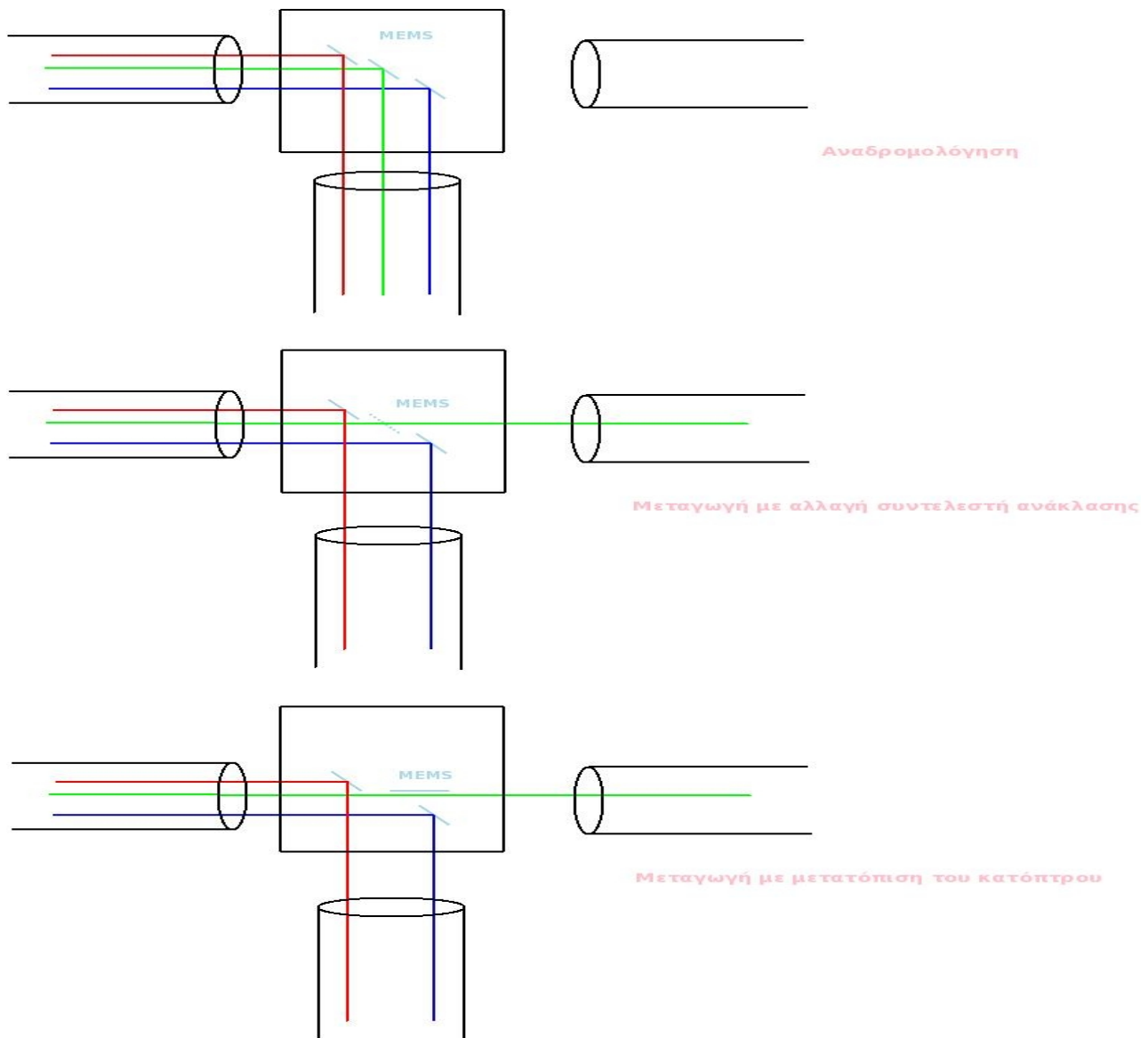
για την ανάπτυξή τους σε ευρεία κλίμακα σε δίκτυα scalable και με on-demand χαρακτηριστικά [96], κεφάλαιο 7. Η παροχή συγκεκριμένου QoS επιτυγχάνεται με μια πληθώρα αλγορίθμων δρομολόγησης οι οποίοι πρέπει να συνδυάζουν τους κλασσικούς αλγορίθμους δρομολόγησης σε οπτικά δίκτυα με τη γνώση του φυσικού επιπέδου των οπτικών δικτύων. Αυτή η φιλοσοφία των WDM δικτύων είναι συμβατή με το MPLS πρωτόκολλο [97] που αποτελεί τη φυσική εφαρμογή του πρωτοκόλλου MPLS σε δίκτυα οπτικά. Η ύπαρξη ανεξαρτησίας από πρωτόκολλα δρομολόγησης έκανε την αντιστοίχιση μήκους κύματος και ταμπέλας απαραίτητη αφού πλέον δεν υπήρχε το περιθώριο μεταγωγής σχισμών (παρά μόνο στα άκρα του δικτύου) Μάλιστα το μήκος κύματος προέκυψε ως η θεμελιώδης ποσότητα μεταγωγής. Το επόμενο σχήμα δείχνει τα νέα δίκτυα που θα καλύψουν στο προσεχές μέλλον τις ανάγκες μας για μήκος κύματος.



Σχήμα 14: WDM δακτύλιος

Για την ικανοποίηση αναγκών δρομολόγησης το προσαρμοσμένο πρωτόκολλο LDP μπορεί να μεταφέρει πληροφορίες οι οποίες πέρα από τη δέσμευση των πόρων θα ελέγξουν και τη μεταγωγή των μηκών κύματος. Στα νέα αυτά δίκτυα η πληροφορία αυτή είναι αναγκαία αφού η μεταγωγή των μηκών κύματος θα πρέπει να έχει εξασφαλιστεί πριν τη μετάδοση όπως προβλέπει η τεχνολογία MEMS (Micro Mechanical Switches). Το ίδιο ισχύει και για τους μετατροπείς μήκους κύματος οι οποίοι διευκολύνουν τη χρήση πόρων με την αλλαγή μήκους κύματος και οι οποίοι στο χαμηλό οπτικό επίπεδο υλοποιούν τη λειτουργία μεταγωγής

ταμπέλας. Είναι πλέον φανερό ότι δε χρειάζεται να συμπεριλάβουμε το shim του MPLS στη μετάδοση αφού δε θα αναγνωστεί ποτέ σε όλη τη διάρκεια εξυπηρέτησης της αίτησης στο εσωτερικό του δικτύου. Το επόμενο σχήμα δείχνει τη χρήση MEMS για τη μεταγωγή μηκών κύματος.



Σχήμα 15: Χρήση τεχνολογίας MEMS

Το κεντρικό πρόβλημα σε αυτά τα δίκτυα είναι η δρομολόγηση των lightpaths μέσω ενός all-optical δικτύου το οποίο έχει μελετηθεί και συνεχίζει να μελετάται εκτενώς στη βιβλιογραφία [98], [99]. Στις περιπτώσεις που διερευνάται η

δρομολόγηση σε all-optical networks συνήθως γίνεται η υπόθεση ότι όλες οι διαδρομές έχουν αρκετή ποιότητα υπηρεσίας που ποσοτικοποιείται με τον αριθμό BER (bit-error-rate). Αυτό μπορεί να εξασφαλιστεί με τον περιορισμό των all-optical δικτύων σε υποδίκτυα συγκεκριμένου γεωγραφικού μήκους που είναι οπτικά απομονωμένα από άλλα τμήματα με μεταγωγούς. Αυτή η προσέγγιση είναι πολύ πρακτική και εφαρμόζεται σήμερα όταν καθορίζεται το μέγεθος ενός OTS [100]. Επίσης συλλογισμοί για τη λειτουργία του δικτύου, όπως απομόνωση σφαλμάτων καθιστούν τον περιορισμό του γεωγραφικού μεγέθους των περιοχών ελκυστικό. Ωστόσο υπάρχουν λόγοι να υποθέσουμε ότι στις περιοχές διαφάνειας δεν είναι δυνατόν να θεωρήσουμε ότι όλες οι διαδρομές προσφέρουν το ίδιο BER. Από την πλευρά της αίτησης για εύρος ζώνης έχει παρατηρηθεί αύξηση των μεγίστων ρυθμών μετάδοσης από DS3 σε OC-192 και σύντομα OC-768 (40 Gb/sec). Καθώς οι ρυθμοί μετάδοσης αυξάνουν, είμαστε υποχρεωμένοι να αυξήσουμε και την ισχύ μετάδοσης. Έτσι αρχίζουν να παίζουν σημαντικό ρόλο φαινόμενα που μέχρι τώρα αγνοούσαμε στους υπολογισμούς όπως τα impairments και οι μη γραμμικότητες.

6.3 WDM δίκτυα και impairments

Από τεχνολογική πλευρά η τεχνολογία οπτικών εξαρτημάτων προοδεύει ταχύτατα κάνοντας δυνατή την κατασκευή περιοχών διαφάνειας μεγάλου μεγέθους. Συνεπώς είναι λογική η διερεύνηση της δρομολόγησης μέσα σε περιοχές διαφάνειας με γεωγραφικές διαστάσεις τόσο μεγάλες που δεν μπορούμε να εξασφαλίσουμε ότι όλες οι διαδρομές μπορούν να υποστηρίξουν ανεκτό BER. Σκοπός μας είναι να καταλάβουμε τις διάφορες μορφές από impairments που εμφανίζονται σε ένα τέτοιο περιβάλλον. Ας σημειώσουμε ότι όπως θα δούμε αργότερα υπάρχουν πολλά είδη impairments φυσικού στρώματος. Ποιές από αυτές χρειάζεται να αντιμετωπιστούν σε επίπεδο δρομολόγησης είναι ένα θέμα που εξαρτάται από πολλές μεταβλητές όπως:

- Τις επιλογές του σχεδιαστή οπτικού εξοπλισμού
- Τα χαρακτηριστικά των ινών
- Τα χαρακτηριστικά υπηρεσιών (e.g., ταχύτητα των κυκλωμάτων),
- Το μέγεθος του δικτύου
- Τον τρόπο που γίνεται η διαχείριση και εγκατάσταση πόρων από τους διαχειριστές δικτύου.

Για παράδειγμα ένα MAN (Metropolitan Area Network) [100], [101], [102] που δε σκοπεύει να χρησιμοποιήσει ρυθμούς μετάδοσης πάνω από 2.5 Gb/sec δε δεσμεύεται από αυτά τα impairments ενώ ένα διηπειρωτικό ή διεθνές δίκτυο το οποίο θέλει να μειώσει τις μετατροπές O/E/O και να υποστηρίξει ρυθμούς της τάξης των 40 Gb/sec στις συνδέσεις του θα πρέπει ρητά να αντιμετωπίσει τα προβλήματα αυτά. Επίσης ένας διαχειριστής δικτύου ο οποίος θέλει να μειώσει την επιρροή των φαινομένων ή ακόμα και να τα εξαφανίσει θα μπορούσε είτε να

κατασκευάσει μικρές περιοχές διαφάνειας ώστε να εξασφαλίσει ότι όλα τα μονοπάτια είναι εφικτά είτε μέσω εργαλείων που παρέχονται από τον κατασκευαστή να σχεδιάσει προϋπολογισμένα μονοπάτια μεταξύ ζευγών κόμβων και να τα τοποθετήσει σε έναν πίνακα δρομολόγησης όπως είδαμε στο κεφάλαιο του MPLS. Αυτά τα μονοπάτια λόγω των σχεδιαστικών κανόνων που θα εφαρμοστούν θα μπορούν να υποστηρίξουν την κίνηση αποφεύγοντας τις επιρροές των impairments. Επίσης θα θεωρούμε λόγω της έλλειψης ωριμότητας της τεχνολογίας μετατροπής μήκους κύματος ότι μια περιοχή διαφάνειας δεν μπορεί να κάνει μετατροπή μήκους κύματος. Επίσης δεν είναι ανεδαφική η παραδοχή ότι λόγω του ότι τα δίκτυα DWDM αποτελούν κλειστή τεχνολογία ότι η συγκεκριμένη περιοχή αποτελείται από εξαρτήματα κοινού κατασκευαστή ή έχει κατασκευαστεί ώστε να αντιμετωπίζονται και να διαχειρίζονται με ενιαίο τρόπο τα impairments. Δεδομένης μιας αίτησης από τον κόμβο s προς τον κόμβο d θεωρούμε ότι γίνονται μετατροπές O/E/O στους δυο κόμβους οι οποίοι απομονώνουν το σύστημά μας από εξωτερικές περιοχές. Επίσης θεωρούμε ότι γνωρίζουμε το ρυθμό μετάδοσης πληροφορίας αφού θα μας χρειαστεί στους διάφορους υπολογισμούς. Το ίδιο ισχύει και για την ισχύ μετάδοσης του laser στον κόμβο s . Τέλος υποθέτουμε ότι γίνεται κάποια μορφής κωδικοποίηση για ανοχή σε σφάλματα στον s . Τα impairments που θα μας απασχολήσουν χωρίζονται σε δυο κατηγορίες. Γραμμικά και μη γραμμικά. Τα γραμμικά δεν εξαρτώνται από την ισχύ μετάδοσης και αφορούν σε κάθε μήκος κύματος ξεχωριστά. Τα μη γραμμικά είναι πολύπλοκότερα και θα πρέπει να είμαστε προσεκτικοί στην αντιμετώπιση τους. Αυτό συνεπάγεται τη γνώση των ατελειών φυσικού στρώματος (Physical Layer Impairments, PLI).

6.4 Οι αρχιτεκτονικές ASON και GMPLS για οπτικά δίκτυα

Το οπτικό στρώμα ελέγχου αποτελεί ένα από τα κυριότερα τμήματα της αρχιτεκτονικής all-optical δικτύων. Δύο είναι τα κυριότερα κέρδη από την κατασκευή standards για αυτό.

- Η αυτόματη κατασκευή οπτικών δικτύων από διαφορετικούς κατασκευαστές
- Η προτυποποίηση ενός ελάχιστου συνόλου χαρακτηριστικών που χρειάζονται να υποηρίζονται για την λειτουργία συμβατών συσκευών.

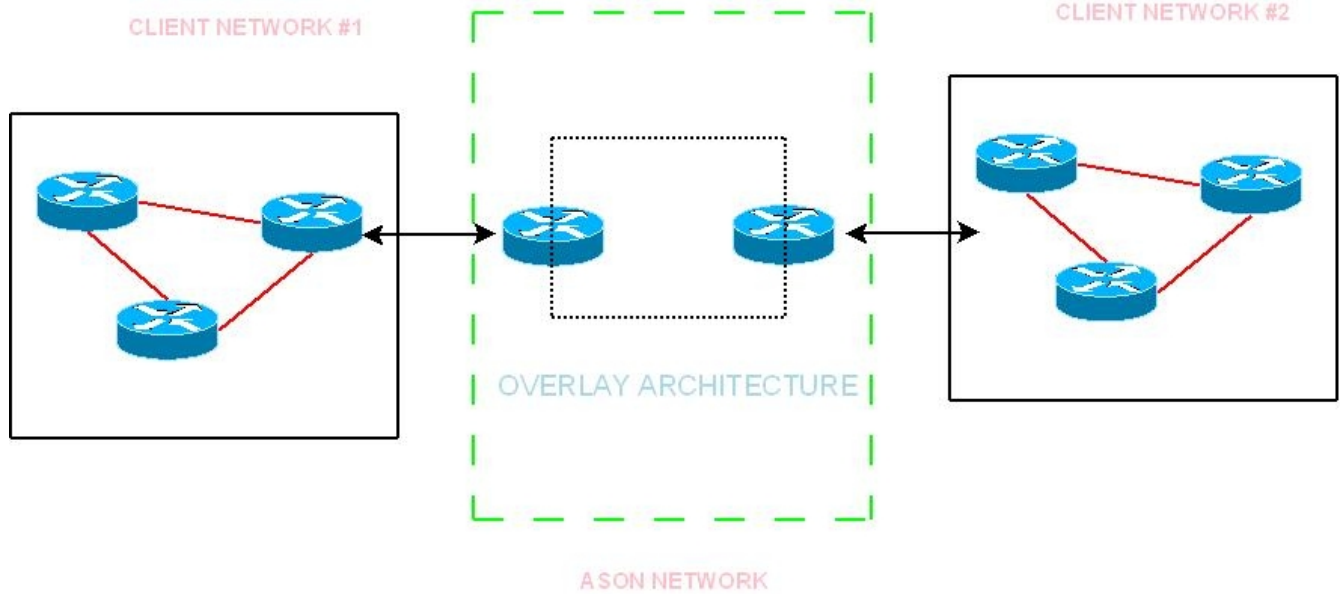
Αυτά τα ευεργετήματα θα μειώσουν το κόστος εγκατάστασης και λειτουργίας οπτικών δικτύων για τους καταναλωτές οπτικών μεταγωγέων, τους προχούς υπηρεσιών και τους διαχειριστές δικτύων. Σε γενικές γραμμές δεν έχει επιτευχθεί ακόμη κατασκευή δικτύων από πολλαπλούς κατασκευαστές. Ωστόσο νησίδες από συσκευές ενός μόνο κατασκευαστή έχουν ήδη τεθεί σε λειτουργία με κεντρικά NMS ή καθαρά κατανεμημένα. Η σηματοδότηση και η διακίνηση πληροφορίας γίνεται είτε με πρωτόκολλα μη προτυποποιημένα ή με ελλειπείς υλοποίησης προτυποποιημένων πρωτοκόλλων που βασίζονται σε πρώιμες εκδόσεις των πρωτοκόλλων. Δύο είναι οι οργανισμοί που παρέχουν τα συγκεκριμένα πρότυπα.

- ♦ Η ITU (International Telecommunications Union) η οποία προτυποποιεί τα ASON (Architecture for Automatically Switched Optical Networks). [103]
- ♦ Η IETF (Internet Engineering Task Force) η οποία προτυποποιεί τα πρωτόκολλα GMPLS (Generalized Multi-Protocol Label Switching).[104],[105]

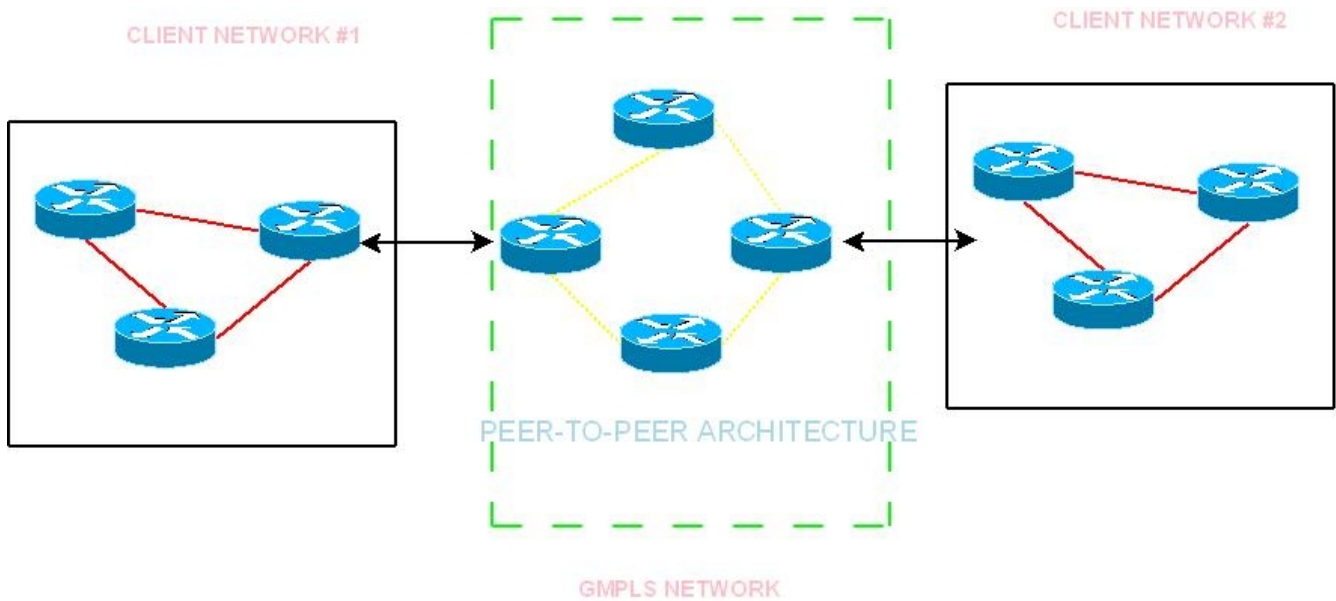
Για την επιτυχημένη χρήση αυτών των πρωτοκόλλων απαραίτητη είναι η προσθήκη ευφυΐας στο οπτικό στρώμα ελέγχου των δικτύων αυτών για την επίτευξη

- Ταχύτατης και δυναμικής παροχής σύνδεσης.
- Αυτόματη ανακάλυψη τοπολογίας.
- Διαχείρισης και ελέγχου του δικτύου (network inventory).
- Μηχανική κίνησης.
- Ταχεία επανεγκατάσταση συνδέσεων σε περίπτωση βλαβών.

Δύο είναι τα μοντέλα πάνω στα οποία χτίζονται οι δυο αρχιτεκτονικές. Η αρχιτεκτονική ASON βασίζεται στο μοντέλο overlay και η αρχιτεκτονική GMPLS στο μοντέλο peer-to-peer. Τα επόμενα δυο σχήματα αναπαριστούν τις διαφορές στη φιλοσοφία.



Σχήμα 16: ASON αρχιτεκτονική για οπτικά δίκτυα



Σχήμα 17: Εφαρμογή τεχνολογίας GMPLS σε ετερογενή οπτικά δίκτυα

Το μοντέλο overlay μπορεί να χαρακτηριστεί και ως client-server δίκτυο. Αυτό γίνεται επειδή μπορούμε να αντιστοιχήσουμε τους δρομολογητές στην άκρη του δικτύου με πελάτες και το ίδιο το οπτικό δίκτυο ως εξυπηρετητή. Οι δρομολογητές συνδέονται με τα οπτικά στοιχεία μεταφοράς TNEs (Transport

Network Elements) τα οποία μπορούν να είναι OXCs/OADMs μέσω οπτικών συνδέσμων που μεταφέρουν δεδομένα. Οι δρομολογητές στα άκρα επικοινωνούν με τα οπτικά στοιχεία μέσω του πρωτοκόλλου UNI (User to Network Interface) . Ο πελάτης δεν μπορεί να “δει” την εσωτερική δομή του οπτικού δικτύου εκτός του οπτικού κόμβου στον οποίο συνδέεται. Μέσω του UNI ο χρήστης αιτείται εύρος ζώνης στα TNEs. Τα TNEs επιστρέφουν ως απάντηση την ύπαρξη και εγκατάσταση ενός μονοπατιού. Οι λειτουργίες σηματοδοσίας που υποστηρίζονται μέσω ενός πρωτοκόλλου σηματοδοσίας όπως LDP, RSVP-TE οι οποίες εκτελούνται στο OCP είναι

- Η εγκατάσταση μονοπατιού.
- Η παύση λειτουργίας μονοπατιού.
- Η αλλαγή του μονοπατιού.
- Η κατάσταση του μονοπατιού.

Σε μια αίτηση για εγκατάσταση μονοπατιού η δρομολόγηση γίνεται μέσα στο δίκτυο και ο πελάτης-προορισμός ειδοποιείται για εγκατάσταση της διαδρομής. Η μόνη λεπτομέρεια που χρειάζεται να δώσει ο πελάτης-πηγή είναι η διεύθυνση του προορισμού και η περιγραφή των απαιτήσεων σε εύρος ζώνης. Η δρομολόγηση γίνεται εσωτερικά στο οπτικό δίκτυο με διαφανή τρόπο για το σχηματισμό του μονοπατιού.

Στο μοντέλο peer-to-peer που καλείται και μοντέλο Ολοκληρωμένων Υπηρεσιών μπορεί λειτουργικά να θεωρηθεί παρεμφερές με το μοντέλο overlay με τη διαφορά ότι ο πελάτης μπορεί να δει την εσωτερική δομή του οπτικού δικτύου. Μάλιστα μπορεί να αποφασίσει και στ μονοπάτι που θα ακολουθηθεί . Μπορεί τέλος να περιέχει και ένα διαμεταγωγό Δεν υπάρχει κάποια διάκριση μεταξύ των δρομολογητών και των TNEs σχετικά με το OCP. Η ανταλλαγή πληροφορίας μεταξύ του δικτύου πελάτη και του οπτικού δικτύου θα χρησιμοποιήσει κάποιο IGP πρωτόκολλο όπως το OSPF με τις κατάλληλες επεκτάσεις για TE. Τα LSAs μεταφέρουν γενικευμένες πληροφορίες δρομολόγησης ανεξάρτητα από τον τύπο των κόμβων.

Η αρχιτεκτονική που ακολουθείται σε αυτή τη διατριβή είναι η αρχιτεκτονική ASON λόγω της κεντρικής μονάδας δρομολόγησης RCM και λόγω της παραδοχής της μη ύπαρξης μετατροπών μήκους κύματος που κάνουν τη μετάδοση πληροφοριών γενικευμένων πόρων προβληματική. Η ύπαρξη ατελειών φυσικού στρώματος ενισχύουν αυτήν την απόφαση. Ωστόσο με την ωρίμανση της τεχνολογίας οπτικών συσκευών ίσως σε όχι μακρινό χρονικό ορίζοντα η αρχιτεκτονική GMPLS θα αποτελεί μια πιο ελκυστική λύση. Τα πλεονεκτήματα του GMPLS είναι αδιαμφισβήτητα στη Μηχανική Κίνησης.

6.5 Παραδοχές και μαθηματικό μοντέλο δρομολόγησης σε οπτικά δίκτυα.

Στην παρούσα εργασία ακολουθούμε τυπικές παραδοχές σχετικά με τη μορφή των οπτικών δικτύων που θα προσομοιώσουμε. Ουσιαστικά η παρούσα ενότητα αποτελεί τη συνέχεια της ενότητας 4.6. Θεωρούμε ότι το δίκτυο μεταφοράς δεδομένων (data plane) αποτελείται εξ ολοκλήρου από all-optical συσκευές για τους λόγους που έχουμε ήδη αναφέρει στις προηγούμενες ενότητες. Θεωρούμε ότι τα δίκτυα που θα ερευνήσουμε δεν περιέχουν μετατροπείς μήκους κύματος (που συνοδεύονται από τις ιδιαίτερες ατέλειές τους) με αποτέλεσμα να απαιτούμε την συνέχεια μήκους κύματος που αποτελεί πολύ σοβαρό περιορισμό [106], [107], [108]. Θεωρούμε ότι όπως και στην περίπτωση του MPLS υπάρχει ένα κεντρικό σύστημα που υπολογίζει μονοπάτια και μάλιστα αναθέτει ένα συγκεκριμένο μήκος κύματος για κάθε αίτηση. Αυτό υποστηρίζεται από πληθώρα δημοσιεύσεων [109],[108] (και οι περιλαμβανόμενες αναφορές) και το βιβλίο [110]. Θεωρούμε ότι η καθυστέρηση παίζει δευτερεύοντα ρόλο ως προς την δρομολόγηση και αυτό γιατί είναι τόσο μεγάλοι οι ρυθμοί μετάδοσης που δεν έχει νόημα να ελαχιστοποιηθεί η καθυστέρηση. Στην παρούσα εργασία δε θα περιλάβουμε στους υπολογισμούς μας τη διακύμανση στην καθυστέρηση για λόγους απλοποίησης του προβλήματος. Η παραδοχή αυτή δεν είναι μόνο τεχνική αλλά προέρχεται από την ίδια τη φύση των δικτύων MPLS. Λόγω του αποτελεσματικού ελέγχου πάνω στην καθυστέρηση που επιτυγχάνεται στα δίκτυα MPLS η διακύμανση της καθυστέρησης μειώνεται τόσο πολύ ώστε να μπορεί να εξαλείφεται με τη χρήση μικρών data-buffers στα πακέτα που αφορούν μια ροή με αποτέλεσμα η καθυστέρηση να είναι προσεγγιστικά η ίδια για όλα. Ιδιαίτερα στα AONs η διακύμανση της καθυστέρησης είναι σχεδόν μηδενική και συνεπώς μοντέλο ρευστού [111] ισχύει. Συνεπώς το δίκτυό μας λειτουργεί ως ένα all-optical MPLS δίκτυο με multi-fiber χαρακτηριστικά το οποίο δεν έχει wavelength converters.

Στην παράγραφο αυτή καθορίζουμε το μαθηματικό συμβολισμό ο οποίος θα χρησιμοποιηθεί στα επόμενα κεφάλαια. Ακολουθούμε την αναφορά [110] Από μαθηματικής πλευράς το δίκτυο μοντελοποιείται ως ένα κατευθυνόμενος γράφος $G=(V,E)$ με πολλαπλές ακμές ανά ζεύγος κόμβων (δηλαδή με πολλαπλές ζεύξεις μεταξύ δυο καθορισμένων κόμβων) ακμή όπου V είναι το σύνολο των κόμβων του με πληθικό αριθμό $|V|$ και $E \subseteq V \times V$ είναι το σύνολο των ακμών του γράφου, ωστόσο επιτρέπονται επαναλήψεις στις ακμές. Για απλοποίηση του προβλήματος θα θεωρήσουμε ότι το πλήθος των μηκών κύματος είναι ομοιόμορφο στις ακμές κάτι που δικαιολογείται από το γεγονός ότι τα δίκτυα αυτά αποτελούνται από συσκευές ενός κατασκευαστή ή από συμβατούς κατασκευαστές. Μια ανομοιόμορφη κατανομή θα δυσχέραινε την αντιμετώπιση του προβλήματος της δρομολόγησης αφού δεν υπάρχουν μετατροπείς μήκους κύματος. Αύξηση των πόρων μπορεί να επιτευχθεί με την εγκατάσταση ινών. Κάθε ακμή έχει ένα σύνολο μηκών κύματος της μορφής $[0...(N-1)]$. Για κάθε ακμή e και ένα μήκος κύματός της w ορίζεται ένα κόστος $L(e,w)$ που είναι μη αρνητικό και που παίζει το ρόλο ενός γενικευμένου μήκους. Αυτό το κόστος μπορεί να έχει διάφορες τιμές όπως για παράδειγμα την απόσταση της ίνας σε spans, το βαθμό χρήσης της ίνας

$$L(e, w) = \frac{\text{Δεσμευμένα μήκη κύματος}}{b-a+1}$$

ή ακόμη και την επιρροή των άλλων μηκών κύματος με τη μορφή διασποράς θορύβου. Θα επικεντρωθούμε κυρίως στη διαχείριση του εύρους ζώνης. Η κάθε ακμή ξεκινάει με μια συγκεκριμένη τιμή του εύρους ζώνης που αναφέρεται ως το εγκατεστημένο εύρος ζώνης. Στην χρονική εξέλιξη της χρήσης του δικτύου το εναπομένον εύρος ζώνης λόγω δεσμεύσεων και αποδεσμεύσεων είναι εκείνη η ποσότητα που διατίθεται για την ικανοποίηση μιας αίτησης. Μια από τις ποσότητες που είναι χρήσιμη για την κατασκευή αλγορίθμων και συνοψίζει το συνολικό αποτέλεσμα δεσμεύσεων και αποδεσμεύσεων είναι ο πίνακας διαθεσιμότητας με τη μορφή

$$M : E \times [0 \dots (N-1)] \rightarrow \{0, 1\}$$

Για μία ακμή e και μήκος κύματος w ο πίνακας παίρνει την τιμή 1 αλλιώς είναι μηδενικό. Προφανώς για μια ακμή ισχύει η διανυσματική ανισότητα

$$(0, 0, \dots, 0)^T \leq M(e, \cdot) \leq (1, 1, \dots, 1)^T .$$

Ένα μονοπάτι $P : E \rightarrow \{0, 1\}$ αναπαρίσταται ως ένα διάνυσμα X με $|E|$ μη μηδενικές συνιστώσες στις ακμές οι οποίες του ανήκουν. Αξίζει να αναφέρουμε ότι ένα μονοπάτι μετά τη δέσμευσή του σε ένα μήκος κύματος καταναλώνει ποσότητα πόρων ίση με το πλήθος των μη μηδενικών στοιχείων του P .

Κεντρική στα οπτικά δίκτυα είναι η έννοια του *lightpath*. Για μέγιστη ακρίβεια θα δώσουμε ένα μαθηματικό ορισμό [110] σελίδα 22:

Ορισμός : *Lightpath* είναι ένα μονοπάτι σε ένα γράφο που αναπαριστά το οπτικό δίκτυο μαζί με μια ανάθεση μήκους κύματος στις ακμές στις οποίες εκτείνεται αυτό το μονοπάτι. Το μήκος κύματος θα πρέπει να είναι διαθέσιμο στην αντίστοιχη ακμή. Το *lightpath* αναπαρίσταται για τις ανάγκες μας ως (P, w) .

6.6 Το πρόβλημα της δρομολόγησης και της ανάθεσης μήκους κύματος

Το πλέον τυπικό πρόβλημα σε δίκτυα WDM είναι το συνδυασμένο πρόβλημα της δρομολόγησης και της ανάθεσης μήκους κύματος (RWA). Η συνήθης πρακτική συνίσταται στην επιλογή πρώτα του X και μετά του w . Αυτή η μεθοδολογία αποτελεί μια προσέγγιση του γενικότερου προβλήματος η οποία συναντάται συχνά στη βιβλιογραφία. Ας έχουμε όμως υπόψιν μας το γεγονός ότι οι μεταβλητές X και w δεν είναι εν γένει ανεξάρτητες. Η συζήτηση που θα κάνουμε στη συνέχεια θα αναδείξει το πρόβλημα.

Θα χρειαστούμε και το γνωστό από τη θεωρία γράφων πίνακα πρόσπτωσης που είναι ένας $|V| \times |E|$ πίνακας με τον ορισμό

$$A(i, e) = \begin{cases} 1 & \text{αν } s(e) = i \\ -1 & \text{αν } d(e) = i \\ 0 & \text{αλλιώς} \end{cases}$$

Για την διατύπωση του προβλήματος της δρομολόγησης χρειαζόμαστε και τον πίνακα $B_{s,d}$ με $|V|$ συνιστώσες ο οποίος ορίζεται ως

$$B_{s,d}(i) = \begin{cases} 1 & \text{αν } s = i \\ -1 & \text{αν } d = i \\ 0 & \text{αλλιώς} \end{cases} .$$

Θεωρούμε ότι στο δίκτυο έρχονται αιτήσεις της μορφής $F = (Id, s, d)$ με τη σημαντική λεπτομέρεια ότι οι αιτήσεις γίνονται για ένα μήκος κύματος μόνο. Με άλλα λόγια θεωρούνται ότι η απαίτησή τους σε εύρος ζώνης είναι μοναδιαία []. Κάθε τέτοια αίτηση είναι προφανές ότι συγκεντρώνει ένα μεγάλο πλήθος μικρότερων αιτήσεων και συνεπώς η παραδοχή για απαίτηση ενός μήκους κύματος με το τεράστιο εύρος ζώνης που αυτό παρέχει θα πρέπει να θεωρείται λογική. Θα επιστρέψουμε αργότερα σε αυτήν την παρατήρηση. Η τυπική αντιμετώπιση είναι να υποθέσουμε κάποια κατανομή στους χρόνους αφίξεων και εξυπηρέτησης της κίνησης όπως στην αναφορά [112]. Μια πιο γενική αντιμετώπιση είναι να θεωρήσουμε ένα συγκεκριμένο αριθμό κλήσεων ανά ζεύγος κόμβων με αποτέλεσμα να είναι απαραίτητη η χρήση της ποσότητας $F_{s,d}$ που αντιστοιχεί στον πίνακα κίνησης (Traffic Matrix)[113]. Σπεύδουμε να παρατηρήσουμε ότι αν δεχτούμε ένα εκθετικό μοντέλο για τον ρυθμό αφίξεων των αιτήσεων στους κόμβους και το ρυθμό εξυπηρέτησης τότε μπορούμε να υπολογίσουμε τον πίνακα αυτόν. Στην πράξη οι τιμές του προκύπτουν από μετρήσεις. Έχοντας ως εφόδιο αυτές τις μετρήσεις μπορούμε να γράψουμε τη στατική μορφή του προβλήματος δρομολόγησης ως [114]

Ελαχιστοποιούμε το F_{max}

με τους περιορισμούς

$$F_{max} \geq \sum_{s,d,w} F_{s,d}^e(w) \quad \text{για κάθε } e \in E$$

$$\sum_{e \in E} A(i,e) F_{s,d}^e(w) = g_{s,d}(w) B_{s,d}(i) \quad \text{για κάθε } i \in V$$

$$\sum_{w=0}^{N-1} g_{s,d}(w) = F_{s,d} \quad \text{για κάθε } s,d \in V$$

$$\sum_{s,d} F_{s,d}^e(w) \leq 1 \quad \text{για κάθε } e \in E, w \in 0..N-1$$

$$F_{s,d}^e(w) \in \{0,1\} \quad \text{για κάθε } s,d \in V, e \in E, w \in 0..N-1$$

Πρόβλημα 1: Το συνδυασμένο RWA πρόβλημα

Αμέσως μπορούμε να παρατηρήσουμε ότι η ποσότητα $\sum_{w=0}^{N-1} F_{s,d}^e(w) = F_{s,d}^e$ στο ακρότατο, ικανοποιεί το πρόβλημα

Ελαχιστοποιούμε το F_{max}

με τους περιορισμούς

$$F_{max} \geq \sum_{s,d} F_{s,d}^e \quad \text{για κάθε } e \in E$$

$$\sum_{e \in E} A(i,e) F_{s,d}^e = F_{s,d} B_{s,d}(i) \quad \text{για κάθε } i \in V$$

$$F_{s,d}^e(w) \in \{0..N-1\} \quad \text{για κάθε } s,d \in V, e \in E$$

Πρόβλημα 2: Υποπρόβλημα δρομολόγησης

Μπορούμε πλέον να λύσουμε το γενικότερο πρόβλημα αντιστρέφοντας τη διαδικασία :

Υπολογίζουμε τα $F_{s,d}^e(w)$

με τους περιορισμούς

$$F_{s,d}^e = \sum_w F_{s,d}^e(w) \quad \text{για κάθε } e \in E, s, d \in V$$

$$\sum_{e \in E} A(i, e) F_{s,d}^e(w) = g_{s,d}(w) B_{s,d}(i) \quad \text{για κάθε } i \in V$$

$$\sum_{w=0}^{N-1} g_{s,d}(w) = F_{s,d} \quad \text{για κάθε } s, d \in V$$

$$\sum_{s,d} F_{s,d}^e(w) \leq 1 \quad \text{για κάθε } e \in E, w \in 0..N-1$$

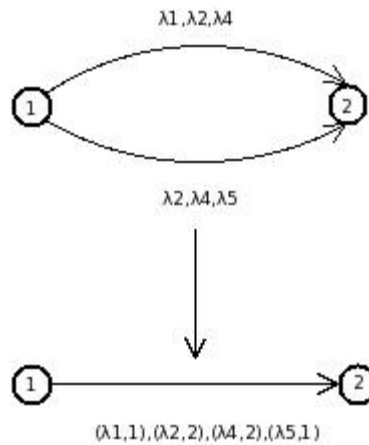
$$F_{s,d}^e(w) \in \{0,1\} \quad \text{για κάθε } s, d \in V, e \in E, w \in 0..N-1$$

Πρόβλημα 3: Υποπρόβλημα ανάθεσης μήκους κύματος

Λύνοντας τα υποπροβλήματα 2,3 μπορούμε να λύσουμε το γενικότερο. Ήδη όμως το υποπρόβλημα 2 είναι NP δύσκολο [115],[116] με αποτέλεσμα να λύνεται προσεγγιστικά και συνεπώς το γενικότερο πρόβλημα είναι ανεπίλυτο.

Για λόγους πληρότητας αναφέρουμε το σπουδαίο πρόβλημα του traffic grooming σε οπτικά δίκτυα [117], [118]. Η έλλειψη ευελιξίας για δρομολόγηση αιτήσεων σε δίκτυα all optical με απαιτήσεις εύρους ζώνης ενός κλάσματος του εύρους ζώνης που παρέχει ένα επίπεδο μήκος κύματος οφείλεται είτε στην αδυναμία λόγω τεχνολογικών παραγόντων, είτε στην ίδια τη φύση αυτών των δικτύων. Η δεύτερη αιτία έχει την εξής ερμηνεία. Το MPLS θεωρεί ότι η δέσμευση ενός μονοπατιού σε ένα μήκος κύματος αποτελεί μια FEC. Συνεπώς στην περίπτωση που μας ενδιαφέρει έχουμε μια δρομολόγηση μιας FEC με προδέσμευση εύρους ζώνης αφού δεν υπάρχει η δυνατότητα για δέσμευση ενός κλάσματος του εύρους ζώνης που παρέχεται από ένα μήκος κύματος. Αν και φαίνεται ότι αυτή η φυσική ερμηνεία μπορεί να επεκταθεί σπείδουμε να τονίσουμε ότι η δρομολόγηση σε οπτικά δίκτυα έχει τα δικά της ιδιαίτερα χαρακτηριστικά και οι προσεγγίσεις που κάνουν οι αλγόριθμοι για δρομολόγηση αιτήσεων σε MPLS δίκτυα καταρρέουν. Μια από αυτές τις ιδιαιτερότητες είναι η έλλειψη σύμπτυξης εύρους ζώνης. Ενώ σε ένα δίκτυο MPLS δυο ακμές με ίδια άκρα θα μπορούσαν να αντικατασταθούν με μια με ισοδύναμο διαθέσιμο εύρος ζώνης το άθροισμα του διαθέσιμου εύρους ζώνης των αρχικών σε ένα δίκτυο MPLS αυτό δε θα μπορούσε να γίνει. Μια τακτική που θα μπορούσε να εφαρμοστεί είναι η αντικατάσταση του συνόλου των ινών με μια ίνα η οποία έχει το επιπλέον χαρακτηριστικό της ποσοτικοποίησης των πόρων με έναν αριθμό διαθεσιμότητας ανά μήκος κύματος. Το επόμενο σχήμα δείχνει μια τέτοια προσέγγιση. Βέβαια οι αλγόριθμοι που συνήθως

χρησιμοποιούνται στη βιβλιογραφία θα πρέπει να τροποποιηθούν όχι όμως σημαντικά. Η αδυναμία αυτής της προσέγγισης συνίσταται στο ότι με τη σειρά της καταρρέει όταν λάβουμε υπόψη μας τα impairments επειδή η κατανομή των δεσμεύσεων των μηκών κύματος σε κάθε ακμή παίζει ρόλο.



Σχήμα 18: Ισοδυναμία μηκών κύματος

Αν και δεν έχει σημασία για την υλοποίηση του μηχανισμού προσομοίωσης αναφέρουμε ότι στο δίκτυο υπό εξέταση υπάρχουν 3 είδη κόμβων σύμφωνα με τους ορισμούς του MPLS. Το σύνολο των εξερχομένων κόμβων (egress), το σύνολο των εισερχομένων κόμβων (ingress) και το σύνολο των υπόλοιπων κόμβων. Αυτά τα σύνολα στη συγκεκριμένη εργασία δε θεωρούνται ξένα μεταξύ τους. Μαθηματικά το σύνολο των ingress-egress ζευγών περιγράφεται από ένα σύνολο $I \subseteq V \times V$.

7. Δρομολόγηση σε οπτικά δίκτυα χωρίς ατέλειες φυσικού στρώματος

7.1 Ο αλγόριθμος CSPF

7.1.1 Περιγραφή της θεωρίας για δίκτυα μεταγωγής πακέτου

Για κάθε αίτηση μπορεί να υπάρχει ένα μονοπάτι που να ικανοποιεί τις απαιτήσεις της σε πόρους μπορεί όμως και όχι. Στην περίπτωση που το γενικευμένο μήκος είναι θετικό, η ύπαρξη αυτού του μονοπατιού ελαχίστου γενικευμένου μήκους είναι ισοδύναμη με την ύπαρξη ενός μονοπατιού για την αίτηση. Ο κλασικός αυτός αλγόριθμος που αποτελεί την απλούστερη γενίκευση του OSPF για δίκτυα μεταγωγής πακέτου και απαντάται συνήθως ως βασικό δομικό κομμάτι για πολλούς αλγορίθμους που παρουσιάζονται στη βιβλιογραφία [67], [68]. Οι περισσότερες προσεγγίσεις βασίζονται σε μια κατάλληλη επιλογή του γενικευμένου μήκους. Πριν προχωρήσουμε με την επίλυση του προβλήματος σε οπτικά δίκτυα θα δώσουμε την επίλυση του αντίστοιχου προβλήματος σε connection oriented δίκτυα.

Ο CSPF αποτελεί τον πιο κλασικό αλγόριθμο για δρομολόγηση σε connection oriented δίκτυα αφού αποτελεί την πιο απλή επέκταση του αλγορίθμου ελαχίστου μονοπατιού σε δίκτυα με διαχείριση πόρων [119]. Η βασική ιδέα του αλγορίθμου είναι ότι από τον γράφο αφαιρούνται οι ακμές που δεν μπορούν να φιλοξενήσουν την απαιτούμενη ποσότητα πόρων και υπολογισμός ενός ελαχίστου μονοπατιού στις ακμές που απομένουν. Στην πραγματικότητα, ο υπολογισμός δεν είναι απαραίτητο να γίνει μόνο με βάση τον αριθμό των hops, αλλά ορίζοντας τεχνητά βάρη στις ακμές μπορεί κανείς να ελαχιστοποιήσει ως προς αυτά αλλάζοντάς τις ιδιότητες του μονοπατιού που υπολογίζει. Μια απλή προσέγγιση μπορεί να επιτευχθεί με την ελαχιστοποίηση της ολικής συμφόρησης που ανά ακμή μπορούμε να την ορίσουμε ως το ποσοστό των δεσμευμένων πόρων. Μπορούμε να διατυπώσουμε μαθηματικά το πρόβλημα σε μια αρκετά γενική μορφή η οποία καλύπτει αρκετές περιπτώσεις πρακτικού ενδιαφέροντος. Θεωρούμε ότι κάθε ακμή αντιστοιχίζεται με ένα μη αρνητικό αριθμό w_e που τον ονομάζουμε βάρος της ακμής e . Δεδομένης μιας αίτησης $F=(Id, s, d, bw)$ το πρόβλημα παίρνει τη μορφή

$$\min \left\{ \sum_{e \in E} X_e w_e : X \right\}$$

όπου το X πρέπει να ικανοποιεί κάποιες επιπρόσθετες συνθήκες

1. $AX = B_{s,d}$
2. Το διάνυσμα X έχει συνιστώσες τιμές 1,0 μόνο.
3. $X_e M_e \leq bw$

Από την επίλυση του προβλήματος κρατάμε μια από τις λύσεις με το μικρότερο αριθμό κόμβων με σκοπό να ελαχιστοποιήσουμε την κατανάλωση πόρων και να σιγουρευτούμε ότι τα μονοπάτια είναι ακυκλικά

Πρόβλημα 4: Το online πρόβλημα ελαχίστου μονοπατιού

7.1.2 Επίλυση του προβλήματος για δίκτυα μεταγωγής πακέτου

Η επίλυση του συγκεκριμένου προβλήματος μπορεί να γίνει με πολλούς τρόπους οι οποίοι άλλοτε μειώνουν το χρόνο τρεξίματος [120] και άλλες φορές μειώνουν τη δυσκολία υλοποίησης ή τον αποθηκευτικό χώρο [121]. Εμείς θα παρουσιάσουμε τον πιο απλό τρόπο που είναι συμβατός με τον αλγόριθμο που θα παρουσιάσουμε πιο κάτω σχετικά με το SWPF πρόβλημα. Λόγω ομοιότητας με την αντίστοιχη θεωρία που θα αναπτυχθεί παρακάτω θα δώσουμε μια συνοπτική περιγραφή. Η προσπάθειά μας είναι να επιλύσουμε την εξίσωση

$$B_v = \min \{ B_v, B_u + w(u, v) : (u, v) \in E \}$$

ως προς το διάνυσμα D_v με επαναληπτικό τρόπο της μορφής

$$B_v(t+1) = \min \{ B_v(t), B_u(t) + w(u, v) : (u, v) \in E \}$$

ξεκινώντας από τις αρχικές συνθήκες αρχική τιμή $B_s(0)=0$ και $B_v(0)=\infty \forall v \in V - \{s\}$. Αντί για άπειρο στην αρχικοποίηση και για λόγους πρακτικούς μπορούμε να επιλέξουμε τον αριθμό $1 + \sum_{e \in E} w_e$. Ο αλγόριθμος που θα επιλέξουμε για την επίλυση του προβλήματος μπορεί να διατυπωθεί απλά [122]. Θα χρειαστούμε για κάθε κόμβο δυο διανύσματα. Το ένα παρέχει τις ελάχιστες αποστάσεις D_v και το άλλο P_v αποτελεί δείκτες σε κόμβους ο οποίοι πυροδότησαν μια ανανέωση.

Αρχικοποίηση

$\forall v \in V$ θέτουμε $P_v \leftarrow \text{NULL}$

$\forall v \in V - \{s\}$ θέτουμε $D_v \leftarrow \infty$ και $B_v \leftarrow \infty$

Θέτουμε $B_s \leftarrow 0$, $D_s \leftarrow 0$

Επαγωγικό βήμα

$\forall (u, v) \in E$ με $M(u, v) \geq bw$

{

Υπολογίζουμε $temp = B_u(t) + w(u, v)$

Αν $temp < B_v$

{

$B_v \leftarrow temp$, $D_v \leftarrow D_u + 1$ και $P_v \leftarrow u$

}

Αν $temp = B_v$

{

Αν $D_v > D_u + 1$

{

$D_v \leftarrow D_u + 1$ και $P_v \leftarrow u$

}

}

}

Αλγόριθμος 1: Επίλυση του προβλήματος ελαχίστου μονοπατιού

Ο αλγόριθμος τερματίζει όταν δε γίνονται πλέον ανανεώσεις. Αν $D_d < \infty$ γνωρίζουμε ότι δεν υπάρχει μονοπάτι προς το d . Στην αντίθετη περίπτωση μπορούμε να ανακτήσουμε αντίστροφα το μονοπάτι διαβάζοντας διαδοχικά τα P_v και ξεκινώντας από το d μέχρι να βρούμε NULL. Μια μικρή τεχνικότητα προκύπτει όταν γίνει η επιλογή των βαρών στη τιμή 1 οπότε ελαχιστοποιούμε ως προς τους πόρους που θα καταναλώσει το μονοπάτι που θα αντιστοιχηθεί στην αίτηση και τότε το πρόβλημα επιλύεται με την απλούστερη μέθοδο του αλγορίθμου του Dijkstra σε ένα γράφο από τον οποίο έχουμε αφαιρέσει τις ακμές που δεν μπορούν να υποστηρίξουν την απαίτηση $M_e \geq bw$. Μια πολύ ενδιαφέρουσα έρευνα η οποία εξετάζει την αλγεβρική σκοπιά του θέματος είναι η [123]

7.1.3 Περιγραφή της θεωρίας για WDM δίκτυα

Είμαστε έτοιμοι πλέον για να περιγράψουμε το πρόβλημα ελαχίστου μήκους

(Shortest path, S-P) που η λύση του σε αυτήν την περίπτωση μας εξασφαλίζει την ικανοποίηση μιας αίτησης. Ιδιαίτερη προσοχή πρέπει να δοθεί στο γεγονός ότι η δεν μπορούμε να παρακάμψουμε τη συνθήκη για συνέχεια μήκους κύματος. Αυτό μας οδηγεί για κάθε w να υπολογίσουμε κι από ένα αντίστοιχο μονοπάτι X^w και το πρόβλημά μας παίρνει την μορφή

$$\min_{w, X^w} \sum_{e=1}^{|E|} L(e) X^w(e)$$

όπου το X^w πρέπει να ικανοποιεί κάποιες επιπρόσθετες συνθήκες

1. $A X^w = B_{s,d}$
2. $X^w(e) M(e, w) = X^w(e)$
3. Θεωρούμε α ότι το διάνυσμα X έχει συνιστώσες με τιμές 1,0.

Από όλα τα μονοπάτια που επιστρέφει ο αλγόριθμος επιλέγουμε εκείνο με το μικρότερο αριθμό κόμβων.

Πρόβλημα 5: Το online πρόβλημα ελαχίστου μονοπατιού για WDM δίκτυα

Η επιλογή της λύσης με τον μικρότερο αριθμό από κόμβους εξασφαλίζει βέλτιστη διαχείριση πόρων. Η απαίτηση αυτή προστίθεται a posteriori (εκ των υστέρων) αφού οι λύσεις ελάχιστου γενικευμένου μήκους διαφέρουν ως προς την κατανάλωση πόρων και θα πρέπει να επιλέξουμε αυτήν που είναι η καλύτερη ως προς αυτό το κριτήριο.

7.1.4 Επίλυση του προβλήματος για WDM δίκτυα

Αν και υπάρχουν πολλές μέθοδοι για να λυθεί το παραπάνω πρόβλημα με αποδοτικές δομές δεδομένων για αποθήκευση η πιο απλή μεθοδολογία επίλυσης συνίσταται σε βασικές γραμμές στη δημιουργία N γράφων $G^w = (V, E^w)$ για κάθε μήκος κύματος w και τη λειτουργία ενός "Bellman Ford" αλγορίθμου στον καθένα. Όλες οι λύσεις συλλέγονται και επιλέγεται αυτή του ελαχίστου γενικευμένου μήκους. Η κατασκευή των γράφων γίνεται με το απλό κριτήριο $e \in E^w \Leftrightarrow M(e, w) = 1$. Στις ακμές του γράφου G^w ανατίθενται βάρη $L(e, w)$. Είναι προφανές ότι ο αλγόριθμος έχει πολυπλοκότητα $O(n^2 N)$ αν επιλέξουμε τον αλγόριθμο Bellman-Ford.

7.1.5 Πλεονεκτήματα

Το βασικό πλεονέκτημα του συγκεκριμένου αλγορίθμου είναι η εξαιρετικά απλή υλοποίηση. Μάλιστα υπάρχει η δυνατότητα για υλοποίηση σε κατανεμημένη μορφή λόγω της αργής αλλαγής της κατάστασης ενός δικτύου και της δυνατότητας ενημέρωσης με LSAs. Για γενικευμένο μήκος θα μπορούσε κανείς να χρησιμοποιήσει γενικεύοντας την αντίστοιχη τακτική σε δίκτυα MPLS την ποσότητα (που είναι ανεξάρτητη από το μήκος κύματος)

$$L(e) = 1 - \frac{\sum_w M(e, w)}{N_e}$$

όπου N_e είναι το πλήθος των μηκών κύματος στην ακμή e . Ο αλγόριθμος τότε που προκύπτει είναι ο ευρύτερα χρησιμοποιούμενος least congested paths [124]. Αξίζει να σημειωθεί εδώ ότι μια άλλη προσέγγιση θα μπορούσε να επιτευχθεί συλλέγοντας στατιστικά ιστορικού χρήσης του κάθε μήκους κύματος. Το πρόβλημα όμως είναι η αύξηση της πολυπλοκότητας ενός δρομολογητή και της πληροφορίας που θα πρέπει να διαχυθεί στο δίκτυο [125].

7.1.6 Μειονεκτήματα

Το βασικό μειονέκτημα είναι η μεγάλη πολυπλοκότητα που προέρχεται από την γραμμική εξάρτηση από τον αριθμό των μηκών κύματος. Επίσης η επιλογή των βαρών όπως και στην κλασσική περίπτωση παίζει μεγάλο ρόλο για την αποτυχία ή επιτυχία του αλγορίθμου [6], [5]. Ωστόσο μπορεί κανείς να πει με μεγάλη βεβαιότητα ότι ο CSPF αποτελεί ένα κάτω φράγμα πολυπλοκότητας για τους αλγορίθμους που εμφανίζονται στη βιβλιογραφία.

8. Ο αλγόριθμος SWPF.

8.1.1 Περιγραφή της θεωρίας για δίκτυα μεταγωγής πακέτου

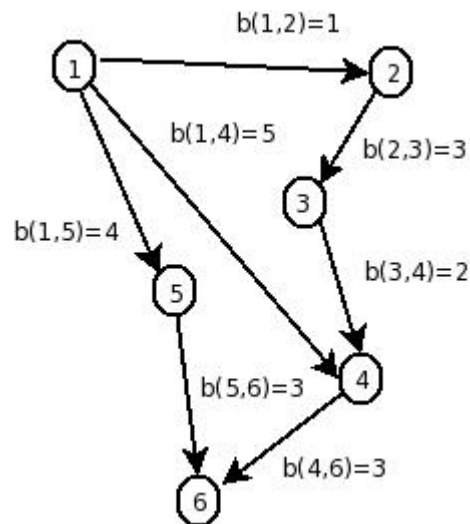
Ένας άλλος αλγόριθμος που θα χρησιμοποιήσουμε είναι ο αλγόριθμος SWPF (Shortest Widest Path First). Ο αλγόριθμος αυτό αποτελεί τη λογική εξέλιξη του κλασσικού SWPF για MPLS δίκτυα. Στη βιβλιογραφία έχει παρουσιαστεί ξανά σποραδικά σε διάφορες εργασίες. Ο SWPF έχει κάποιες επεκτάσεις σε δίκτυα μεταγωγής πακέτου [126], σε ασύρματα δίκτυα [127] και σε οπτικά δίκτυα [128]. Στην αναφορά [129] εμπλέκεται ο συγγραφέας της παρούσας διατριβής. Ωστόσο

δεν έχει τύχει ιδιαίτερης ανάλυσης. Η επέκταση γίνεται με σκοπό την αντιμετώπιση του προβλήματος της συνέχειας μήκους κύματος. Στην περίπτωση μετατροπής μήκους κύματος μπορεί κανείς να χρησιμοποιήσει την κλασική εκδοχή. Η ιδέα πίσω από αυτόν τον αλγόριθμο είναι ότι επιλέγεται το μονοπάτι που περιέχει το μέγιστο αριθμό συνεχών μηκών κύματος που είναι ανάλογη με την απαίτηση για επιλογή του μονοπατιού μεγίστου διαθέσιμου εύρος ζώνης. Βέβαια όπως και στην κλασική περίπτωση απαιτούμε από τις πολλαπλές λύσεις που επιστρέφει ο αλγόριθμος να επιλέξουμε εκείνη η οποία μας δίνει την ελάχιστη κατανάλωση πόρων. Γενικά για δίκτυα που ορίζεται μια γενικευμένη απόσταση μπορούμε από τις πολλαπλές λύσεις να επιλέξουμε αυτή με τη μικρότερη γενικευμένη απόσταση και αν πάλι έχουμε πολλαπλές λύσεις μπορούμε με τυχαία τρόπο να επιλέξουμε εκείνη με τη μικρότερη κατανάλωση πόρων. Θα παρουσιάσουμε πρώτα την κλασική μορφή ώστε να γίνει κατανοητή η επέκταση στα οπτικά δίκτυα.

Το βασικό πλεονέκτημα σε δίκτυα MPLS είναι όπως θα δούμε η επιλυσιμότητα του προβλήματος σε πολυωνυμικό χρόνο και η εύκολη υλοποίησή του. Μάλιστα σε δίκτυα MPLS αποτελεί μια εφικτή επιλογή αφού μπορεί να εκμεταλλευτεί την υποδομή των LSAs (Link State Advertisements) του CSPF/OSPF-TE για μια κατανεμημένη υλοποίηση. Η κεντρική ιδέα πίσω από τον SWPF είναι η εύρεση ενός μονοπατιού που περιέχει το μέγιστο δυνατό προς δέσμευση εύρος ζώνης αλλά καταναλώνει τους λιγότερους δυνατούς πόρους. Με άλλα λόγια από όλα τα δυνατά μονοπάτια που περιέχουν το μέγιστο δυνατό προς δέσμευση εύρος ζώνης κρατάμε ένα με το ελάχιστο αριθμό κόμβων. Η τελευταία αυτή απαίτηση αν και φαινομενικά τεχνική διασφαλίζει ότι τα μονοπάτια είναι ακυκλικά. Δεν είναι δύσκολο να δούμε ότι το μέγιστο δυνατό προς δέσμευση εύρος ζώνης ενός μονοπατιού X δίνεται από την απλή σχέση

$$\text{ΔΙΑΘΕΣΙΜΟ ΕΥΡΟΣ ΖΩΝΗΣ ΤΟΥ } X = \min \{ b_e : X_e = 1 \} .$$

Το επόμενο σχήμα δίνει ένα στιγμιότυπο ενός δικτύου. Μια λύση (όχι η μοναδική στο συγκεκριμένο παράδειγμα) παρέχεται από την ακολουθία $1 \rightarrow 5 \rightarrow 6$ κόμβων που αντιστοιχεί σε λύση με μέγιστο εύρος ζώνης 3. Οι λοιπές δυνατές ακολουθίες είναι οι $1 \rightarrow 2 \rightarrow 3 \rightarrow 4 \rightarrow 6$ με διαθέσιμο εύρος ζώνης 3 και $1 \rightarrow 4 \rightarrow 6$ με διαθέσιμο εύρος ζώνης 1. Τώρα είμαστε έτοιμοι να δώσουμε μια μαθηματική διατύπωση του SWPF προβλήματος και να εξετάσουμε έναν απλό αλγόριθμο για την επίλυσή του δεδομένης μιας αίτησης $F = (Id, s, d, bw, T)$.



Σχήμα 19: Στιγμιότυπο γράφου

$$\max \{ \min \{ b_e : X_e = 1 \} : X \}$$

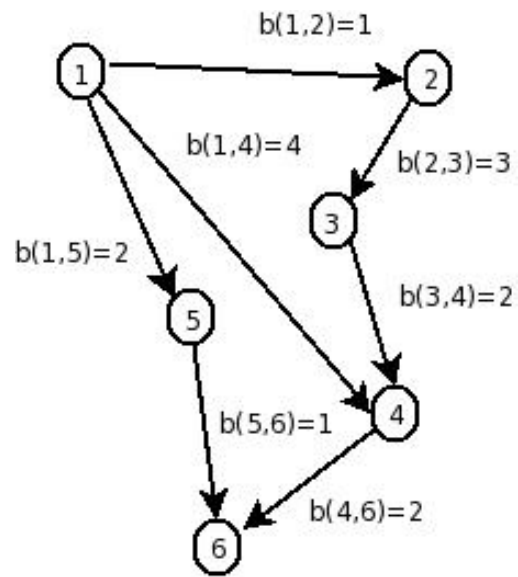
όπου το X πρέπει να ικανοποιεί κάποιες επιπρόσθετες συνθήκες

1. $AX = B_{s,d}$
2. $X_e M_e \geq bw$
4. Θεωρούμε α ότι το διάνυσμα X έχει συνιστώσες με τιμές 1,0.

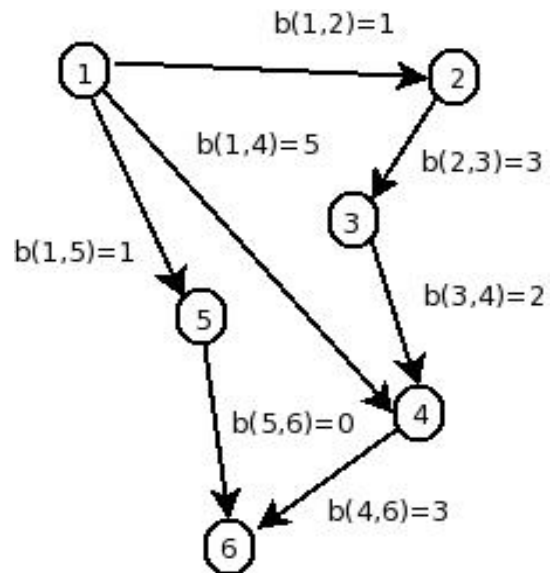
Από την επίλυση του προβλήματος κρατάμε μια από τις λύσεις με το μικρότερο αριθμό κόμβων.

Πρόβλημα 6: Το online πρόβλημα SWPF

Το κέρδος από την λύση ενός τέτοιου προβλήματος είναι η αυτόματη ανακατανομή φορτίου στο δίκτυο. Τα επόμενα σχήματα δείχνουν την κατανομή του εύρους ζώνης στις ακμές μετά από διαδοχικές δεσμεύσεις δυο αιτήσεων της μορφής $F_0=(0,1,6,2)$ και $F_1=(1,1,6,1)$ στο γράφο του σχήματος 1.



Σχήμα 20: Δέσμευση με χρήση SWPF



Σχήμα 21: Δέσμευση με χρήση CSPF

Ο επόμενος πίνακας δείχνει τις αντίστοιχες λύσεις για τις αιτήσεις.

Ροή	Αλγόριθμος	Μονοπάτι	Διαθέσιμο εύρος ζώνης.
F_0	SWPF	1 → 5 → 6	3
F_1	SWPF	1 → 4 → 6	3
F_0	CSPF	1 → 5 → 6	3
F_1	CSPF	1 → 5 → 6	1

Πίνακας 1: Πίνακας δεσμεύσεων για τις αιτήσεις

Μπορεί κανείς να διαπιστώσει με μια απλή επισκόπηση του παραπάνω πίνακα τη δυνατότητα για ανακατανομή φορτίου εκ μέρους του SWPF. Στην πραγματικότητα μπορεί κανείς να καταλήξει στην ίδια λύση με χρήση του ποσού ελεύθερου εύρους ζώνης ανά ακμή ως κόστος στον CSPF και χρειάζεται προσομοίωση για να καταλήξει κανείς σε οριστικό συμπέρασμα.

8.1.2 Επίλυση του προβλήματος για δίκτυα μεταγωγής πακέτου

Η επίλυση του συγκεκριμένου προβλήματος μπορεί να δοθεί με τρόπο ανάλογο του αλγορίθμου του Dijkstra [121], [130] στη μορφή όμως που αντιμετωπίζεται με τον αλγόριθμο Bellman-Ford. Πριν προχωρήσουμε στη διατύπωση του αντιστοίχου αλγορίθμου θα δώσουμε ένα θεώρημα το οποίο αποδεικνύει την ορθότητα του αλγορίθμου. Ας ορίσουμε για κάθε κόμβο v του δικτύου την ακολουθία $B_v(t)$ με αρχική τιμή $B_s(0) = \max\{M(e) : e \in E\}$ και $B_v(0) = 0 \forall v \in V - \{s\}$. Για τους επόμενους όρους της ακολουθίας ας θεωρήσουμε την αναδρομική σχέση

$$B_v(t+1) = \max \{ B_v(t), \min (B_u(t), M(u, v)) : (u, v) \in E \} .$$

Λήμμα

Η ακολουθία που περιγράφεται από τον παραπάνω αναδρομικό όρο συγκλίνει μετά από πεπερασμένο αριθμό όρων. Η οριακή της τιμή ισούται με το μέγιστο εύρος ζώνης το οποίο μπορεί να δρομολογηθεί από το s στο $v \in V - \{s\}$ μέσα από ένα μονοπάτι.

Απόδειξη

Η σύγκλιση μπορεί να αποδειχθεί απλά αν παρατηρήσουμε ότι για κάθε συνιστώσα

$$B_v(t+1) \leq \max \{ B_v(t), M(u, v) : (u, v) \in E \} \leq \max (B_v(t), B_s(0)) .$$

Εξ ορισμού όμως, $B_v(t+1) \geq B_v(t)$ που σημαίνει ότι αν $B_v(t+1) > B_v(t)$ τότε $\max(B_v(t), B_s(0)) > B_v(t)$ δηλαδή $\max(B_v(t), B_s(0)) = B_s(0) > B_v(t+1)$. Επομένως μπορεί να αυξάνεται η ακολουθία $B_v(t)$, ωστόσο παραμένει φραγμένη. Μια ακολουθία αύξουσα και φραγμένη υποχρεωτικά συγκλίνει.

Το επόμενο ερώτημα που πρέπει να απαντηθεί είναι αν η σύγκλιση επιτυγχάνεται σε πεπερασμένο πλήθος βημάτων. Αυτό μπορεί να φανεί ως εξής, κάθε φορά που επιτυγχάνεται μια αύξηση στην τιμή του $B_v(t)$, αυτή προέρχεται από ένα μονοπάτι της μορφής $v_1 \rightarrow v_2 \rightarrow \dots \rightarrow v_m$ με $s = v_1$, το οποίο έχει κατασκευαστεί από αυξήσεις των αντιστοιχών κόμβων (η απόδειξη μπορεί να γίνει αναδρομικά). Τότε έχουμε την ισότητα $B_v(t) = \min(M(v_1, v_2), \dots, M(v_{m-1}, v_m))$. μια τέτοια ακολουθία δεν θα μπορούσε να είναι κυκλική γιατί αν υπήρχε ένας κόμβος w που εμφανιζόταν 2 φορές στην ακολουθία, για παράδειγμα στις θέσεις $p < q$ αυτό σημαίνει ότι

$$\min(M(v_1, v_2), \dots, M(v_{p-1}, v_p)) \geq \min(M(v_1, v_2), \dots, M(v_{q-1}, v_q))$$

και συνεπώς δε θα μπορούσε να αντιστοιχεί σε μια αύξηση η προσθήκη στη θέση q . Συνεπώς οι δυνατές αυξήσεις στην τιμή του $B_v(t)$ μπορούν να γίνουν με $m!$ τρόπους και συνεπώς ο αλγόριθμος τερματίζει μετά από πεπερασμένο πλήθος βημάτων.

Μένει να δείξουμε ότι η οριακή τιμή ισούται με το μέγιστο εύρος ζώνης το οποίο μπορεί να δρομολογηθεί από το s στο $v \in V - \{s\}$ μέσα από ένα μονοπάτι. Έστω ένα τέτοιο μονοπάτι που καταλήγει στο v της μορφής $v_1 \rightarrow v_2 \rightarrow \dots \rightarrow v_m$ με $v = v_m$ και $s = v_1$. Θα δείξουμε ότι

$$B_v(\infty) = \min(M(v_1, v_2), \dots, M(v_{m-1}, v_m)) .$$

Παρατηρούμε ότι παίρνοντας το όριο $t \rightarrow \infty$ στη σχέση

$$B_v(t+1) = \max \{ B_v(t), \min(B_u(t), M(u, v)) : (u, v) \in E \} ,$$

καταλήγουμε ότι

$$B_v(\infty) = \max \{ B_v(\infty), \min(B_u(\infty), M(u, v)) : (u, v) \in E \}$$

που σημαίνει ότι

$$B_v(\infty) \geq \max \{ \min(B_u(\infty), M(u, v)) : (u, v) \in E \} .$$

Επιπλέον καταλήγουμε στην εκτίμηση $B_{v_k}(\infty) \geq \min(B_{v_{k-1}}(\infty), M(v_{k-1}, v_k))$. Κάνοντας τις απαραίτητες αναγωγές προκύπτει ότι

$$B_v(\infty) \geq \min(M(v_1, v_2), \min(M(v_1, v_2), \min(\dots, M(v_{m-1}, v_m)))) = \min(M(v_1, v_2), \dots, M(v_{m-1}, v_m))$$

Ωστόσο λόγω της μεγιστικής ιδιότητας του μονοπατιού ισχύει ότι

$$B_v(\infty) \leq \min(M(v_1, v_2), \dots, M(v_{m-1}, v_m))$$

και δείξαμε και το τρίτο μέρος του λήμματος.

Παρατηρήσεις :

1. Θα πρέπει να παρατηρήσουμε εδώ ότι αποδείξαμε κάτι ισχυρότερο, δηλαδή ότι $B_{v_k}(\infty) = \min(M(v_1, v_2), \dots, M(v_{k-1}, v_k))$ καθώς και ότι το μέγιστο εύρος ζώνης το οποίο μπορεί να δρομολογηθεί από το s στο $v \in V - \{s\}$ μέσα από ένα μονοπάτι θεωρώντας την εύλογη τιμή $B_s(0) = \max\{M(e) : e \in E\}$ αποτελεί λύση της εξίσωσης (όχι απαραίτητα μοναδική) $B_v = \max\{B_v, \min(B_u, M(u, v)) : (u, v) \in E\}$.
2. Δείξαμε ένα τρόπο επίλυσης της παραπάνω εξίσωσης με αναδρομικό τρόπο ξεκινώντας από κατάλληλες αρχικές συνθήκες. Οι αρχικές συνθήκες παίζουν ρόλο αφού ξεκινώντας από το μηδενικό διάνυσμα καταλήγουμε στη μηδενική λύση. Αν ξεκινούσαμε με αρχικό διάνυσμα το $B_v(0) = \max\{M(e) : e \in E\} \forall v \in V$, η επαναληπτική επίλυση θα τερμάτιζε αμέσως αφού αποτελεί λύση. Αν πάλι ξεκινάγαμε με αρχικό διάνυσμα $B_s(0) < \max\{M(e) : e \in E\}$ και $B_v(0) = 0 \forall v \in V - \{s\}$ δε θα καταλήγαμε ποτέ στη σωστή λύση αλλά σε κάποια μικρότερη.
3. Ο αλγόριθμος δεν επιστρέφει μια λύση για το ζεύγος (s, d) μόνο αλλά για όλα τα δυνατά ζεύγη $(s, v) \forall v \in V - \{s\}$.

Πλέον με βάση το προηγούμενο λήμμα είμαστε έτοιμοι να δώσουμε έναν αλγόριθμο για την επαναληπτική επίλυση του προβλήματος.

Θα χρειαστούμε για κάθε κόμβο δυο διανύσματα. Το ένα παρέχει τις ελάχιστες αποστάσεις D_v και το άλλο P_v αποτελεί δείκτες σε κόμβους ο οποίοι πυροδότησαν μια ανανέωση.

Αρχικοποίηση

$$\forall v \in V \text{ θέτουμε } P_v \leftarrow \text{NULL}$$

$$\forall v \in V - s \text{ θέτουμε } D_v \leftarrow \infty$$

$$\forall v \in V - s \text{ θέτουμε } B_v \leftarrow 0$$

$$\text{Θέτουμε } B_s \leftarrow \infty, D_s \leftarrow 0$$
Επαγωγικό βήμα

$$\forall (u, v) \in E \text{ με } M(u, v) \geq bw$$

$$\{$$

$$\text{Υπολογίζουμε } temp = \min(B_u(t), M(u, v))$$

$$\text{Αν } temp > B_v$$

$$\{$$

$$B_v \leftarrow temp, D_v \leftarrow D_u + 1 \text{ και } P_v \leftarrow u$$

$$\}$$

$$\text{Αν } temp = B_v$$

$$\{$$

$$\text{Αν } D_v > D_u + 1$$

$$\{$$

$$D_v \leftarrow D_u + 1 \text{ και } P_v \leftarrow u$$

$$\}$$

$$\}$$

$$\}$$

Αλγόριθμος 2: Αλγόριθμος για την επίλυση του προβλήματος SWPF

Ο αλγόριθμος τερματίζει όταν δε γίνονται πλέον ανανεώσεις. Αν $D_d < \infty$ γνωρίζουμε ότι δεν υπάρχει μονοπάτι προς το d . Στην αντίθετη περίπτωση μπορούμε να ανακτήσουμε αντίστροφα το μονοπάτι διαβάζοντας διαδοχικά τα P_v και ξεκινώντας από το d μέχρι να βρούμε NULL.

8.1.3 Περιγραφή της θεωρίας για WDM δίκτυα

Η μαθηματική διατύπωση του προβλήματος σε οπτικά δίκτυα έχει ως εξής

$$\max_X \sum_{w=1}^N \prod_{e: X_e=1} M(e, w)$$

όπου το X πρέπει να ικανοποιεί κάποιες επιπρόσθετες συνθήκες

1. $AX = B_{s,d}$
2. Θεωρούμε α ότι το διάνυσμα X έχει συνιστώσες με τιμές 1,0.

Από όλα τα μονοπάτια που επιστρέφει ο αλγόριθμος επιλέγουμε εκείνο με το μικρότερο αριθμό κόμων.

Πρόβλημα 7: Το online SWPF πρόβλημα για WDM δίκτυα

Η διαφορά με τον CSPF είναι ότι στη συγκεκριμένη περίπτωση ψάχνουμε για ένα μονοπάτι το οποίο είναι κοινό για όλα τα μήκη κύματος. Φαινομενικά το πρόβλημα είναι ευκολότερο αφού δεν πρέπει να αναλύσουμε το δίκτυό μας σε N γράφους αλλά μπορούμε να δουλέψουμε με έναν. Αυτό θα δούμε ότι δεν ισχύει. Η λύση του προβλήματος αυτομάτως ικανοποιεί τη συνθήκη συνέχειας μήκους κύματος και είναι απαραίτητα ελεύθερη από κύκλους. Μάλιστα θα μπορούσαμε να επιλέξουμε τη λύση με το ελάχιστο γενικευμένο μήκος από όλες τις λύσεις. Για καθαρά ερευνητικούς λόγους και ενιαία παρουσίαση θα δούμε πως μπορούμε να το επιτύχουμε αυτό με μια μέθοδο που έχει θεωρητική αξία. Η εναλλακτική μέθοδος προκύπτει με την εξής συλλογιστική:

Ας γράψουμε τη συνάρτηση κόστους του προβλήματος ως $C(X)$ και έστω από τα μονοπάτια που λύνουν το πρόβλημα, Y είναι ένα ελαχίστου μήκους. Ψάχνουμε ένα θετικό αριθμό μ ούτως ώστε να ικανοποιείται η συνθήκη,

$$C(X) - \mu \min_w \sum_{e=1}^{|E|} X(e) L(e, w) \leq C(Y) - \mu \min_w \sum_{e=1}^{|E|} Y(e) L(e, w)$$

όπου X είναι η λύση του προβλήματος

$$\max_{X, w} \sum_{u=1}^N \prod_{\{e: X_e=1\}} M(e, u) - \mu \sum_{e=1}^{|E|} X(e) L(e, w)$$

όπου το X πρέπει να ικανοποιεί κάποιες επιπρόσθετες συνθήκες

1. $AX = B_{s,d}$
2. Θεωρούμε αυτονόητο το γεγονός ότι το διάνυσμα X έχει στις συνιστώσες του τιμές 1,0 μόνο.

Πρόβλημα 8: Απορρόφηση του προβλήματος ελαχίστου μήκους

Προφανώς έχουμε

$$\mu \left(\min_w \sum_{e=1}^{|E|} Y(e) L(e, w) - \min_w \sum_{e=1}^{|E|} X(e) L(e, w) \right) \leq C(Y) - C(X)$$

και επειδή το δεξί μέλος είναι μη αρνητικό

$$\mu \left| \left(\min_w \sum_{e=1}^{|E|} Y(e) L(e, w) - \min_w \sum_{e=1}^{|E|} X(e) L(e, w) \right) \right| \leq C(Y) - C(X)$$

Αν ισχύει η σχέση $C(X) = C(Y)$, θα ισχύει και ότι το αριστερό μέλος είναι 0 και το μ δεν θα παίζει ρόλο. Το μ δεν παίζει ρόλο κι αν το αριστερό μέλος μόνο είναι 0. Αν όμως το δεξί μέλος και το αριστερό είναι μη μηδενικά τότε πρέπει

$$\mu \leq \frac{C(Y) - C(X)}{\left| \left(\min_w \sum_{e=1}^{|E|} Y(e) L(e, w) - \min_w \sum_{e=1}^{|E|} X(e) L(e, w) \right) \right|}$$

αρκεί να επιλέξουμε

$$\mu = \frac{1}{2 \sum_{e=1}^{|E|} \sum_{w=1}^N L(e, w)} \leq \frac{C(Y) - C(X)}{\left| \left(\min_w \sum_{e=1}^{|E|} Y(e) L(e, w) - \min_w \sum_{e=1}^{|E|} X(e) L(e, w) \right) \right|}$$

και αφού φυσικά

$$C(X) - \mu \min_w \sum_{e=1}^{|E|} X(e) L(e, w) \geq C(Y) - \mu \min_w \sum_{e=1}^{|E|} Y(e) L(e, w)$$

έχουμε με ενιαίο τρόπο απορροφήσει την απαίτηση για μονοπάτι χωρίς κύκλους μέσα στο κόστος.

Το πρόβλημα είναι αρκετά πολύπλοκο και μάλιστα είναι πιθανότατα NP-complete όπως θα δούμε με αποτέλεσμα να είμαστε αναγκασμένοι να καταφύγουμε σε ευριστική επίλυση. Η επαναληπτική αυτή επίλυση βασίζεται στην επέκταση του αλγορίθμου που χρησιμοποιούμε στην κλασσική περίπτωση. Το βασικό της μειονέκτημα είναι ότι καταλήγει (όπως και ο αλγόριθμος σταθερού σημείου) σε σταθερό σημείο το οποίο δεν είναι απαραίτητα και λύση του προβλήματος και επίσης απαιτεί την επιλογή γενικευμένου μήκους ανεξάρτητου από το μήκος κύματος (όπως για παράδειγμα η επιλογή $L(e, w)=1$ που αντιστοιχεί σε λύση με τους ελάχιστους κόμβους).

Για τη διατύπωση του αλγορίθμου ορίζουμε

- σε κάθε κόμβο i του δικτύου το διάνυσμα $P_i(w)$, $w \in [0 \dots N-1]$ με τιμές 1 ή 0 που δείχνει την διαθεσιμότητα των μηκών κύματος
- το διάνυσμα P που είναι μια μεταβλητή του ίδιου τύπου όπως και οι προηγούμενες και θα χρησιμοποιηθεί ως προσωρινή μεταβλητή.
- Το διάνυσμα L_i , $i \in [0 \dots N-1]$ ελάχιστης γενικευμένης απόστασης.
- το διάνυσμα V_i , $i \in [0 \dots N-1]$ που λειτουργεί ως δείκτης και δείχνει τον προηγούμενο κόμβο.

Για να δώσουμε την τελική μορφή του αλγορίθμου θα χρειαστούμε και τον ανασυνιστώσα πολλαπλασιασμό δυο διανυσμάτων X και Y που ορίζεται ως $(X \cdot Y)_k = X_k \cdot Y_k$ ο οποίος μπορεί να θεωρηθεί ως πράξη AND μεταξύ συνιστωσών boolean διανυσματων.

Αρχικοποίηση

$\forall i \in V$ θέτουμε $V_i \leftarrow \text{NULL}$
 $\forall i \in V - \{s\}$ και $w \in [0 \dots N-1]$ θέτουμε $P_i(w) \leftarrow 0$
 $\forall i \in V - \{s\}$ θέτουμε $L_i \leftarrow \infty$
 θέτουμε $P_s \leftarrow 1$
 θέτουμε $L_s(w) \leftarrow 0$

Επαγωγικό βήμα

$\forall i, j \in V$
 {
 $\forall e$ ενώνει το i με το j
 {
 $P = P_i \cdot M(e, .)$;
 Εάν $\sum_{w=1}^N P(w) > \sum_{w=1}^N P_i(w)$
 {
 $P_i \leftarrow P$
 $L_j \leftarrow \min(L_j, L_i + L(i, j))$
 }
 αλλιώς αν $\sum_{w=1}^N P(w) = \sum_{w=1}^N P_i(w)$
 {
 Εάν $L_j > L_i + L(i, j)$
 {
 $P_i \leftarrow P$
 $L_j \leftarrow \min(L_j, L_i + L(i, j))$
 }
 }
 }
 }

Αν έγινε τουλάχιστον μια ανανέωση πηγαίνουμε στο επόμενο επαγωγικό βήμα αλλιώς τερματίζουμε.

Αλγόριθμος 3: Ευριστική για SWPF σε WDM δίκτυα

Ο αλγόριθμος αυτός συγκλίνει γιατί σε κάθε βήμα t ,

$$\sum_{w=1}^N P_i^{(t+1)}(w) \geq \sum_{w=1}^N P_i^{(t)}(w) \quad \text{και} \quad \sum_{w=1}^N P_i^{(t)}(w) \leq N.$$

Συνεπώς από γνωστό λήμμα της ανάλυσης υπάρχει όριο για την ακολουθία

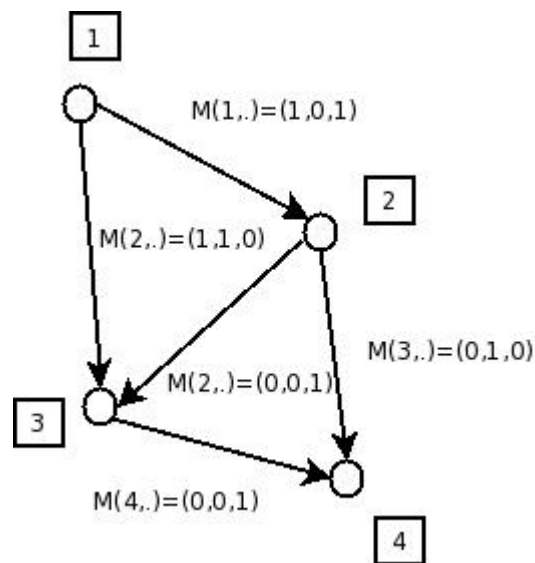
$$\xi_t = \sum_{w=1}^N P_i^{(t)}(w) .$$

Επίσης το μονοπάτι που προκύπτει είναι ακυκλικό αν το γενικευμένο μήκος είναι θετικό και αυτό γιατί αν συμβεί να έχουμε κύκλο στον κόμβο v που συναντάται από τον αλγόριθμο τις χρονικές στιγμές t και $t+T$, τότε η υποψήφια ανανέωση που δημιουργήσε τον κύκλο θα έδινε

$$L_v(t) \leq L_v(t+T) \text{ και } \sum_{w=1}^N P_v^{(t+T)}(w) \leq \sum_{w=1}^N P_v^{(t)}(w) \text{ κάτι το οποίο δεν μπορεί να συμβεί}$$

ποτέ επειδή ο συγκεκριμένος συνδυασμός συνθηκών δεν δίνει ανανέωση.

Τώρα θα παρουσιάσουμε ένα απλό αντιπαράδειγμα που δείχνει γιατί η παραπάνω μέθοδος δε δίνει το πραγματικό ελάχιστο αλλά ένα “τοπικό” ελάχιστο. Ας θεωρήσουμε το γράφο του επομένου σχήματος



Σχήμα 22: Αντιπαράδειγμα SWPF

Αν δοκιμάσουμε να εφαρμόσουμε τον αλγόριθμο θα καταλήξουμε στη λύση

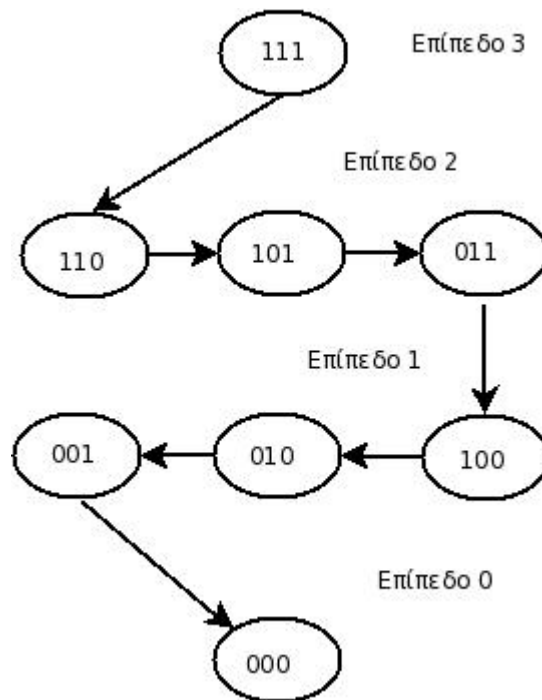
$$P_1=(1,1,1) \quad P_2=(1,0,1), \quad P_3=(1,1,0), \quad P_4=(0,0,0)$$

η οποία δίνει ως λύση του προβλήματος για τον κόμβο 4 τη μηδενική λύση. Ωστόσο με μια απλή επισκόπηση του σχήματος καταλήγουμε ότι η σωστή λύση είναι η

$$P_1=(1,1,1) \quad P_2=(1,0,1), \quad P_3=(1,1,0), \quad P_4=(0,0,1)$$

που δίνει την ύπαρξη ενός μήκους κύματος για τον κόμβο 4.

Μια πιθανή λύση του προβλήματος είναι η ιεραρχική κατασκευή γράφων με βάση τον αριθμό των μηκών κύματος. Η ιδέα είναι για κάθε δυνατό συνδυασμό των μηκών κύματος να κατασκευάσουμε έναν αντίστοιχο γράφο με ακμές που περιέχουν την συγκεκριμένη κατανομή και να επιλύσουμε ένα πρόβλημα ελαχίστου μονοπατιού. Στο επόμενο σχήμα φαίνεται μια ιεραρχική αναζήτηση για 3 μήκη κύματος.



Σχήμα 23: Αναζήτηση σε επίπεδα

Η ιεραρχική αυτή κατανομή δείχνει την πορεία αναζήτησης για την επίλυση του προβλήματος. Αν σε κάποιο επίπεδο προς τα κάτω βρεθεί μια λύση, τότε αυτό είναι και το μέγιστο δυνατό. Είναι φανερό ότι αυτός ο αλγόριθμος απαιτεί $O(n^2 2^k)$ βήματα στη χειρότερη περίπτωση. Δε φαίνεται να υπάρχει κάποια καλύτερη μέθοδος επίλυσης και εικάζουμε ότι το πρόβλημα είναι NP-complete.

8.1.4 Πλεονεκτήματα

Από πλευράς πλεονεκτημάτων η πραγματική λύση του προβλήματος δεν υποφέρει από το κλασικό πρόβλημα της διασποράς στις απαιτήσεις εύρους ζώνης της

εισερχόμενης αίτησης αφού αυτές είναι μοναδιαίες. Συνεπώς προσφέρει αυτόματη ανακατανομή φορτίου σε σχέση με τον CSPF. Αυτό επιβεβαιώνεται από τις μετρήσεις. Το πλέον σημαντικό στοιχείο που επιβεβαιώνεται πάλι από τις προσομοιώσεις και δε φαίνεται εύκολα είναι ότι η προσεγγιστική εκδοχή προσφέρει παρεμφερή blocking probability και συνεπώς από πλευράς πολυπλοκότητας είναι πολύ καλύτερη από τον CSPF.

8.1.5 Μειονεκτήματα

Βλέπουμε ότι για μια ακριβή επίλυση του προβλήματος πρέπει να κάνουμε τεράστιο πλήθος πράξεων με αποτέλεσμα να καταφύγουμε σε προσομοιώσεις για την αξιολόγηση της ευριστικής λύσης. Για λόγους κατανομής φορτίου μπορεί να χρησιμοποιηθεί ένας απλούστερος και μάλιστα ακριβής αλγόριθμος ο οποίος ουσιαστικά αντικαθιστά ως βάρη στις ακμές το πλήθος των μη ελεύθερων μηκών κύματος. Ο αλγόριθμος αυτός έχει παρεμφερή αποτελέσματα ως προς την ανακατανομή φορτίου όπως φαίνεται από τις προσομοιώσεις.

8.2 Δρομολόγηση σε περιβάλλοντα PLI (Physical Layer impairments)

8.2.1 Το πρόβλημα των PLI.

Σε αυτήν την ενότητα θα ανατρέξουμε στα βασικά χαρακτηριστικά των PLI και θα κάνουμε μια ταξινόμηση. Οι οπτικές ίνες αποτελούν μέσο διάδοσης ηλεκτρομαγνητικών κυμάτων πολύ διαφορετικά από τους κλασσικούς κυματοδηγούς. Ενώ στους κλασσικούς κυματοδηγούς η κυματοδότηση γίνεται μέσα στο κενό ή κατα προσέγγιση μέσα στο κενό, σε οπτικές ίνες η κυματοδότηση γίνεται μέσα από ένα διηλεκτρικό υλικό το οποίο μάλιστα μπορεί να αλλάζει τη διηλεκτρική του σταθερά εγκάρσια. Πέρα από τη δυσκολία επίλυσης αυτών των προβλημάτων τα οποία ωστόσο οδηγούν σε κλειστές λύσεις το βασικό πρόβλημα είναι οι μη γραμμικότητες στη διάδοση που οφείλονται στην εξάρτηση της φαινόμενης διηλεκτρικής σταθεράς από το διαδιδόμενο ηλεκτρικό πεδίο. Σε όρους φυσικής αυτό οφείλεται στο γεγονός ότι η πόλωση μπορεί να αναπτυχθεί σε δυναμοσειρά ως προς το διαδιδόμενο ηλεκτρικό πεδίο στη μορφή

$$\vec{P} = x^{(1)}(\vec{E}) + x^{(2)}(\vec{E}, \vec{E}) + x^{(3)}(\vec{E}, \vec{E}, \vec{E}) + \dots$$

Λόγοι συμμετρίας και οι ιδιότητες του μέσου οδηγούν στην προσέγγιση [131]

$$\vec{P} = x^{(1)}(\vec{E}) + x^{(3)}(\vec{E}, \vec{E}, \vec{E})$$

Αν αγνοήσουμε τον όρο τρίτης τάξης καταλήγουμε στην κλασική θεωρία κυματοδηγησης ακόμη κι αν ο τελεστής είναι πίνακας. Τα προβλήματα προκύπτουν από το γεγονός της ύπαρξης συντελεστών τρίτης τάξης. Φαινόμενα αλλοίωσης της μορφής του κύματος που οφείλονται στον μη γραμμικό όρο ονομάζονται γραμμικά φαινόμενα ενώ φαινόμενα που οφείλονται στον όρο τρίτης τάξης αποτελούν τα μη-γραμμικά φαινόμενα. Υπάρχουν μη γραμμικά φαινόμενα που οφείλονται στη μη-ελαστική σκέδαση του προσπίπτοντος πεδίου αλλά δε θα μας απασχολήσουν στη συγκεκριμένη περίπτωση. Ο επόμενος πίνακας δείχνει τα κυριότερα φαινόμενα [132], [110], [133]

Φαινόμενο	Γραμμικότητα
XPM	Όχι
SPM	Όχι
FWM	Όχι
Chromatic Dispersion (CD)	Ναι
Power losses	Ναι
Polarization Mode Dispersion (PMD):	Ναι
Polarization Dependent Loss (PDL):	Ναι
Amplifier Spontaneous Emission Noise (ASE):	Ναι
Crosstalk (CT):	Ναι
Filter Concatenation and Amplifier Tilt Effects:	Ναι

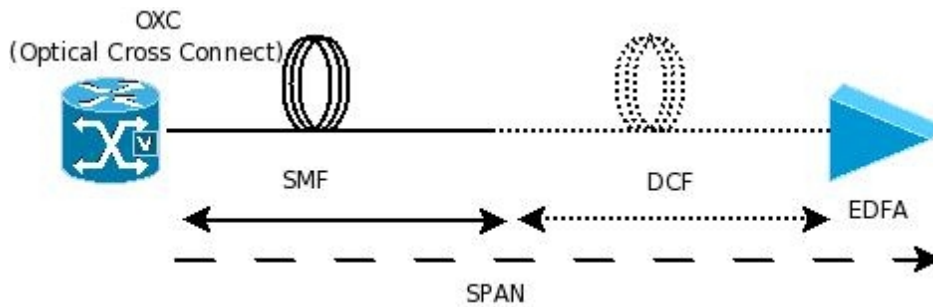
Υπάρχει πλούσια βιβλιογραφία για την ανάλυση, μοντελοποίηση και μέτρηση αυτών των φαινομένων. Από πλευράς Traffic Engineering δεν είναι σημαντικές αυτές οι λεπτομέρειες όσο μια σχετικά απλή μοντελοποίησή τους με σκοπό την διατύπωση προβλημάτων δρομολόγησης είτε στατικής είτε δυναμικής. Θα δούμε όμως ότι γενικά αυτό δεν είναι εύκολη υπόθεση για αυτό το λόγο και οι αλγόριθμοι που παρουσιάζονται στη βιβλιογραφία χωρίζονται σε δυο κατηγορίες. Στην πρώτη κατηγορία ορίζονται αλγόριθμοι δρομολόγησης με βάση constraints που περιλαμβάνουν τις PLI. Στη δεύτερη αφού υπολογιστεί ένα μονοπάτι ελέγχεται κάποια PLI παράμετρος πριν από την δέσμευση πόρων. Σχετικά με τα χαρακτηριστικά που επηρεάζουν τη μετάδοση πληροφορίας, τα διάφορα φαινόμενα αντιμετωπίζονται ανεξάρτητα το ένα από το άλλο. Ωστόσο η ακριβής ενιαία επίλυση του προβλήματος κάνει χρήση της δισεπίλυτης μη γραμμικής εξίσωσης του Schroedinger [134].

Σκοπός της εργασίας μας είναι να αναλύσουμε διάφορες προσεγγίσεις στην κατασκευή PLI αλγορίθμων με σκοπό την επίλυση των προβλημάτων QoS. Η αποτελεσματικότητά τους καθορίζεται πρωταρχικά σε όρους Blocking Probability (BP) και Load Balancing (LB) για διαφορετικούς αλγορίθμους

δέσμευσης μονοπατιού. Η συνεισφορά των PLI μοντελοποιείται ως θορύβος που καταλήγει στο δέκτη ως αποτέλεσμα της συσσώρευσης των φαινομένων ASE, XPM, FWM και έχει δραματικές επιπτώσεις στην απόδοση του συστήματος. Ο καθορισμός της επίδρασής τους με αναλυτικό τρόπο πάνω στον παράγοντα Q (QoS) του σήματος καθώς και η ανάλυση της επίδρασης των συνδυασμένων παραγόντων πάνω στο BP του συστήματος με προσομοιώσεις αποτελεί το βασικό μας στόχο. Οι αναλυτικές μέθοδοι είναι συνήθως γρήγορες και επιτρέπουν την υλοποίησή τους σε ένα δυναμικό δίκτυο, από τη στιγμή που αφήνουν περιθώριο για τον προϋπολογισμό σωρείας παραμέτρων. Εναλλακτικά πολλές παράμετροι θα έπρεπε να υπολογίζονται on-the-fly με την επίλυση πολύπλοκων μη-γραμμικών μερικών διαφορικών εξισώσεων [134], [135] (στη αναφορά αυτή γίνεται μια λεπτομερή ανάλυση της μεθόδου split-step-fourier) που θα αποτελούσαν τροχοπέδη στη λήψη αποτελεσμάτων σε λογικό χρόνο. Στη συγκεκριμένη περίπτωση αποδεικνύουμε ότι οι αναλυτικές μέθοδοι κάνουν δυνατό τον υπολογισμό του παράγοντα Q με γραμμική εξάρτηση ως προς το μέγεθος του δικτύου κάτι που στην πράξη σημαίνει ότι μπορούν να χρησιμοποιηθούν με κλιμακωτό τρόπο (χωρίς complexity explosion). Λόγω της ευελιξίας που επιτρέπει η αναλυτική μέθοδος η προσαρμογή του αλγορίθμου δρομολόγησης στις συνθήκες του δικτύου είναι εφικτή [129]. Έχοντας αυτό το εφόδιο οποιαδήποτε παράμετρος του φυσικού στρώματος μπορεί να χρησιμοποιηθεί για την αξιολόγηση της μείωση της QoS σε επίπεδο δικτύου και συστήματος σε μια προσομοίωση που τερματίζεται σε λογικό χρόνο.

8.2.2 Ο ρόλος των PLI

Στη συγκεκριμένη εργασία οι σύνδεσμοι με οπτικές ίνες θεωρούνται ότι αποτελούνται πλήρως από ισοσταθμισμένα ως προς τη διασπορά spans με τμήματα SMF (απλού ρυθμού) ακολουθούμενα από τμήματα (DCF) ισοστάθμισης διασποράς όπως φαίνονται στο επόμενο σχήμα. Οι παράμετροι φαίνονται στον επόμενο πίνακα. Οι απώλειες του span θεωρούμε ότι ισοσταθμίζονται από έναν Ενισχυτή Νοθευμένης με Έρβιο Ίνας (Erbium Doped Fiber Amplifier, EDFA) στο τέλος κάθε span. Ο σχεδιασμός του φυσικού στρώματος γίνεται με τέτοιο τρόπο ώστε από όλα τα δυνατά lightpaths το 90% να λειτουργεί ανεκτά σε πλήρες φορτίο, με άλλα λόγια να μην εμποδίζεται από την τιμή του OSNR (optical Signal To noise Ratio, Οπτικός Σηματοθορυβικός Λόγος).



Σχήμα 24: Δομή ενός span

	SMF	DCF
attenuation coefficient	0.23 dB/km	0.5 dB/km
dispersion coefficient	17 ps/nm km	-85 ps/nm km
dispersion slope	0.085 ps/nm ² km	0.3 ps/nm ² km
effective area	65m ²	22m ²
non linear refractive index	3.4 10 ⁻²⁰ m ² W ⁻¹	2.6 10 ⁻²⁰ m ² W ⁻¹
span length	40km	8 km

Πίνακας 2: Χαρακτηριστικές τιμές για το φυσικό στρώμα [136], [137]

Ένα από τα βασικά στοιχεία που θα δούμε όταν αναφερόμαστε στο ρόλο των impairments είναι η αδυναμία να αποφύγουμε την αντιμετώπιση πολλαπλών οπτικών φαινομένων και ακόμη περισσότερο φαινομένων που έχουν να κάνουν με τη διάδοση στις υψηλές ταχύτητες των 40GB/s. Μάλιστα σε αυτές τις ταχύτητες εμφανίζονται τα μη-γραμμικά φαινόμενα. Πολύ εύστοχα η αναφορά [138] παρατηρεί ότι :

“Δε φαίνεται πιθανό ότι αυτές (οι μη-γραμμικότητες) θα μπορούσαν να αντιμετωπιστούν ευθέως σε ένα αλγόριθμο δρομολόγησης επειδή οδηγούν σε περιορισμούς οι οποίοι μπορούν να συζεύξουν μονοπάτια μαζί και να οδηγήσουν σε πολύπλοκες εξαρτήσεις όπως για παράδειγμα τη σειρά με την οποία οι διάφοροι τύποι ινών θα διανυθούν (από το σήμα). Ας σημειωθεί ότι διαφορετικοί τύποι ακμών (τυπική μονού ρυθμού ίνα, ίνα με μετατροπή διασποράς, ίνα με αντιστάθμιση διασποράς, κ.ο.κ.) έχουν πολύ διαφορετικά φαινόμενα από τα μη γραμμικά. Μια πλήρης ανάλυση των μη γραμμικών περιορισμών θα απαιτούσε πιθανότητα λεπτομερή γνώση της υποδομής φυσικού στρώματος, συμπεριλαμβανομένης της μετρούμενης τιμής διασποράς για κάθε span, την επιφάνεια του πυρήνα της ίνας και τη σύνθεσή της καθώς και γνώση

πληροφοριών του υποσυστήματος όπως την τεχνολογία αντιστάθμισης διασποράς. Αυτή η πληροφορία θα μπορούσε να συνδυαστεί με τη γνώση της τρέχουσας φόρτισης των οπτικών σημάτων στις ακμές που μας ενδιαφέρουν για τον καθορισμό του επιπέδου της μη γραμμικής επιρροής”.

Παρά τις δυσκολίες και την αδιαφάνεια που μπορεί μια τέτοια γνώση να δώσει, έχουμε παρατηρήσει ότι μπορεί να μειώσει την πιθανότητα blocking. Δεδομένου όμως ότι γίνεται η παραδοχή ότι το δίκτυο ανήκει σε ένα και μόνο κατασκευαστή έχει αξία να μπορέσουμε να δούμε πως θα μπορούσαμε σε ένα τέτοιο δίκτυο να δρομολογήσουμε αιτήσεις. Μάλιστα εφοδιασμένοι με ένα αναλυτικό μοντέλο μπορούμε να βρούμε απλούς κανόνες για τη δρομολόγηση ή να απλοποιήσουμε το πρόβλημα αισθητά. Μάλιστα το μαθηματικό μοντέλο σε συνδυασμό με την προσομοίωση και έναν ευφυή αλγόριθμο θα μπορούσε να προσδώσει βάθος στη γνώση μας για το ρόλο που παίζουν αυτά τα φαινόμενα στη δρομολόγηση. Η δρομολόγηση μπορεί να επηρεαστεί αποφασιστικά από αυτά τα φαινόμενα ως προς την πολυπλοκότητα και την αποτελεσματικότητά της. Τα συγκεκριμένα φαινόμενα οδηγούν σε μια νέα θεωρία δρομολόγησης η οποία έχει το δικό της ερευνητικό ενδιαφέρον και επεκτείνει τη γνώση μας. Πρέπει πρώτα όμως να παρουσιάσουμε το μαθηματικό μοντέλο το οποίο θα μας βοηθήσει σε αυτό το σκοπό.

8.2.3 Μαθηματικό μοντέλο των PLIs

Για να σχεδιάσουμε ένα δίκτυο είναι υποχρεωτικό ο σχεδιασμός να παρέχει ένα επίπεδο BER(Bit Error Rate). Η συνεισφορά όλων των παραγόντων για τον υπολογισμό του BER μπορεί να συνοψιστεί στην ποιοτική περιγραφή για ένα δίκτυο που παρέχεται από τον παράγοντα Q. Ο παράγοντας Q υποδεικνύει ένα ελάχιστο σηματοθορυβικό λόγο ο οποίος αρκεί για να παρασχεθεί προκαθορισμένη επίδοση BER για ένα σήμα. Η απευθείας μέτρηση του BER είναι δύσκολη. Για παράδειγμα ένα BER της τάξης 10^{-12} για μια γραμμή με ρυθμό μετάδοσης OC-3 (155Mbps), δίνει ένα λάθος ανά δέκα μέρες. Από την άλλη πλευρά ο υπολογισμός του παράγοντα Q είναι εύκολος και ο οποίος μετράται στη λογαριθμική κλίμακα. Η σχέση που συνδέει το BER με το Q δίνεται ως [110]

$$BER = \frac{1}{2} \operatorname{erfc} \frac{Q}{\sqrt{2}}$$

Το επόμενο ερώτημα είναι ο υπολογισμός αυτού του παράγοντα. Η επίδραση του καναλιού μετάδοσης πάνω στον παράγοντα Q του σήματος μοντελοποιείται αναλυτικά στην αναφορά [139] για ένα σύστημα με εύρος 50GHz μεταξύ των καναλιών. Στις αναφορές [140] , [141] αναλύονται οι εξισώσεις που χρησιμοποιούμε. Στην αναφορά [142] οι εξισώσεις αυτές χρησιμοποιούνται για την ανάλυση του NSFNET και του πανευρωπαϊκού δικτύου κορμού. Στη μελέτη μας η ισχύς εκπομπής σε κάθε κανάλι $P_{s,M}$ παίρνεται ίση με $P = +3\text{dBm}$

αλλιώς κι αν αναφέρεται ρητά το αντίθετο. Ο παράγοντας Q υπολογίζεται από τη σχέση (αργότερα θα δούμε και διορθώσεις σε αυτήν την εξίσωση)

$$Q = \frac{R P_{s,M}}{\sigma_0 + \sigma_1} .$$

όπου

$$\sigma_0^2 = \sigma_{th}^2 + \sigma_{spon-spon}^2 + 2qR P_{ASE,M}^{ch} ,$$

$$\sigma_1^2 = \sigma_{th}^2 + \sigma_{spon-spon}^2 + \sigma_{shot}^2 + \sigma_{sig-spon}^2 + \sigma_{XPM}^2 + \sigma_{FWM}^2 ,$$

$$\sigma_{th}^2 = (NEP R)^2 B_e$$

$$\sigma_{shot}^2 = 2qR P_{out,M}^{ch} B_e$$

$$\sigma_{sig-spon}^2 = 2 M R^2 P_s^{ch} P_{ASE}^{ch} \frac{B_e}{B_0}$$

$$\sigma_{spon-spon}^2 = (M R P_{ASE}^{ch})^2 \frac{(2B_0 - B_e) B_e}{B_0^2}$$

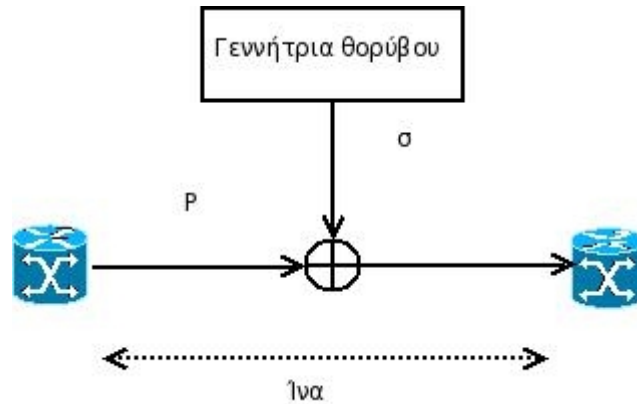
Στις παραπάνω εξισώσεις εμφανίζονται διάφορες διασπορές για τις οποίες συνοψίζουμε σε ένα πίνακα τα βασικά χαρακτηριστικά τους

Θόρυβος	Περιγραφή
σ_{th}	Θερμικός θόρυβος.
σ_{shot}	Θόρυβος βολής του δέκτη.
$\sigma_{sig-spon}$	Θόρυβος τύπου ASE signal-spontaneous.
$\sigma_{spon-spon}$	Θόρυβος τύπου ASE spontaneous-spontaneous.
σ_{XPM}	Θόρυβος που μοντελοποιεί τη μη γραμμικότητα XPM.
σ_{FWM}	Θόρυβος που μοντελοποιεί τη μη γραμμικότητα FWM.

Οι θόρυβοι οι οποίοι σχετίζονται με το ASE, υπολογίζονται για όλη την ίνα από την αρχή μέχρι το τέλος και για αυτό το λόγο εμφανίζεται η παράμετρος M , που είναι το μήκος σε spans. Για τις μη-γραμμικότητες XPM, FWM δίνεται στο παράρτημα η φασματική πυκνότητα ισχύος και υπολογίζονται από την εξίσωση

$$\sigma_{XPM,i,k}^2 = \int_{-\infty}^{\infty} |P_{XPM,i,k}(\omega)|^2 |H_{elec}(\omega)|^2 d\omega .$$

Στους υπολογισμούς μας κάνουμε την παραδοχή ότι κάθε ακμή συνεισφέρει τελικά θόρυβο ανεξάρτητο της συνεισφοράς των άλλων ινών. Η παραδοχή αυτή έχει βάση για τον θόρυβο $\sigma_{sig-spon}$ αλλά όχι για τον $\sigma_{spon-spon}$. Για τους θορύβους XPM, FWM θεωρούμε ότι ισχύει επειδή η καταληψιμότητα των μηκών κύματος σε κάθε ίνα είναι ανεξάρτητη από τις άλλες [143], [144]. Σε αντίθεση με τους κλασσικούς αλγόριθμους δρομολόγησης η συνεισφορά των μη-γραμμικοτήτων παίζει πολύ μεγάλο ρόλο στις αποφάσεις δρομολόγησης που θα πάρει ένας αλγόριθμος. Αυτό φαίνεται στην πλέον απλή περίπτωση του αλγόριθμου ελαχίστου μονοπατιού. Η ιδιαιτερότητα του προβλήματος δρομολόγησης έγκειται στο γεγονός ότι στο απλό μοντέλο με ανεξάρτητους θορύβους, όπως φαίνεται στο παρακάτω σχήμα



Σχήμα 25: Απλή μοντελοποίηση της ίνας ως πηγής θορύβου

μετά από N ίνες ο ολικός θόρυβος είναι της μορφής $\sigma^2 = \sum_{i=1}^N \sigma_i^2$ και η προσπάθεια για βελτίωση του σηματοθορυβικού λόγου, δηλαδή η αύξησή του, ισοδυναμεί με την εύρεση ενός ελαχίστου μονοπατιού σε ένα γράφο με βάρη στις ακμές ίσα με το τετράγωνο της διασποράς του θορύβου. Στην περίπτωσή μας, κάποιες από τις συνιστώσες του θορύβου δεν είναι προσθετικές. Το αποτέλεσμα είναι για ένα μονοπάτι από N ίνες, με συνολικό μήκος spans ίσο με M , να καταλήγουμε σε μια έκφραση της μορφής

$$Q = \frac{P}{\sqrt{a_0 + a_1 M^2} + \sqrt{b_0 + b_1 M + a_1 M^2 + \sum_{i=1}^N (\sigma_{XPM,i}^2 + \sigma_{FWM,i}^2)}}$$

όπου οι σταθερές P, a_0, a_1, b_0, b_1 οι οποίες εμφανίζονται να είναι θετικές. Οπότε το πρόβλημα να μη μπορεί να αναχθεί σε ένα πρόβλημα ελαχίστου μονοπατιού ως προς τα spans (ελαχιστοποίηση του M) αλλά ούτε και ως ένα πρόβλημα ελαχιστοποίησης ως προς το θόρυβο (βάρη ακμών της μορφής $\sigma_{XPM,i}^2 + \sigma_{FWM,i}^2$). Θα προσπαθήσουμε να φέρουμε το πρόβλημα σε μια κανονική μορφή. Έστω ότι η κάθε ακμή i αποτελείται από d_i spans. Ορίζοντας $w_i = b_1 d_i + \sigma_{XPM,i}^2 + \sigma_{FWM,i}^2$ το πρόβλημά μας ανάγεται στην ελαχιστοποίηση της έκφρασης

$$G = \sqrt{a_0 + a_1 M^2} + \sqrt{b_0 + a_1 M^2 + \sum_{i=1}^N w_i}$$

Μέσα στους υπολογισμούς των βαρών βάζουμε και το μήκος των spans με έμμεσο τρόπο για να βελτιώσουμε τις επιδόσεις ως προς το Q ώστε συνδυαστικά ελάχιστο κόστος ως προς τα βάρη να δίνει μικρή απόσταση. Ακόμη κι αν οι

επιδράσεις FWM και XPM είναι μικρές τότε να μπορεί αυτόματα το πρόβλημα να μεταπηδά σε ένα πρόβλημα ελαχίστου κόστους. Σε μια τέτοια λύση επίσης με μεγάλες μη γραμμικές παρεμβολές αυτόματα γίνεται προσπάθεια να μικρύνει το μονοπάτι. Διαιρώντας αριθμητή και παρονομαστή με $\sqrt{a_1}$ ανάγουμε όλες τις ποσότητες σε αδιάστατες σταθερές. Οπότε καταλήγουμε σε ένα κόστος της μορφής

$$G = \sqrt{a_0 + M^2} + \sqrt{b_0 + M^2 + \sum_{i=1}^N w_i} \quad \text{και ισχύ} \quad P \leftarrow \frac{P}{\sqrt{a_1}} .$$

Γενικά για την ελαχιστοποίηση αυτού του κόστους συνίσταται η ελαχιστοποίηση κύριων επιδράσεων [145], [146]. Η βασική ιδέα αποτελείται από την εύρεση των λύσεων ελαχίστου κόστους και απόστασης και επιλογής της λύσης που δίνει χαμηλότερο κόστος. Η τελική λύση θα πρέπει να έχει τιμή που να επιτρέπει την ανάκτηση του αρχικού σήματος. Πριν σχηματίσουμε το συνολικό πρόβλημα ελαχιστοποίησης σε ένα οπτικό δίκτυο θα πρέπει να δούμε ποιοι άλλοι περιορισμοί υπάρχουν. Οι πλέον σοβαροί περιορισμοί προέρχονται από τις μη γραμμικότητες. Για ένα ήδη υπάρχον μονοπάτι που φιλοξενεί μια αίτηση, είναι δυνατόν ο "θόρυβος" που επάγεται σε αυτό από τη δέσμευση ενός καινούριου μονοπατιού να προκαλέσει μείωση της τιμής του Q παράγοντα σε βαθμό που να μην μπορεί αξιόπιστα να μεταδώσει πληροφορία. Αυτό μπορεί να οφείλεται είτε στο φαινόμενο XPM είτε στο φαινόμενο FWM. Για να μπορέσουμε να εξετάσουμε καλύτερα αυτά τα φαινόμενα χρειζόμαστε μια μαθηματική αντιμετώπιση του προβλήματος. Έχουμε ήδη δει ότι ένα μονοπάτι σε ένα γράφο μπορεί να αναπαρασταθεί με τη μορφή ενός διανύσματος $|E|$ συνιστωσών X . Ας θεωρήσουμε ότι θέλουμε να δεσμεύσουμε το μονοπάτι X και να εξετάσουμε την επίδρασή του στο ήδη δεσμευμένο μονοπάτι Y . Ο αντίστοιχος παράγοντας Q του μονοπατιού Y μετά τη δέσμευση θα είναι της μορφής

$$Q = \frac{P}{\sqrt{a_0 + a_1 M_Y^2} + \sqrt{b_0 + a_1 M_Y^2 + \sum_e Y_e w_e(\lambda_Y) + \sum_e X_e Y_e \Delta w_e(\lambda_Y, \lambda_X)}}$$

λόγω της προσθετικότητας των βαρών κάτι που οφείλεται στην παραδοχή της ανεξαρτησίας για τα μη γραμμικά φαινόμενα. Δεδομένου ότι για να έχουμε ένα συγκεκριμένο επίπεδο QoS, θα πρέπει $Q \geq Q_{min}$, που μεταφράζεται σε

$$\sum_e X_e Y_e \Delta w_e(\lambda_Y, \lambda_X) \geq T_Y .$$

Το γεγονός ότι το Y μονοπάτι είναι ήδη δεσμευμένο, σημαίνει ότι το κατώφλι T_Y είναι συγκεκριμένο για το Y καθώς προσπαθούμε να ελαχιστοποιήσουμε ως προς το X . Μπορεί να παρατηρήσει ο αναγνώστης ότι ο περιορισμός είναι

γραμμικός. Ο υπολογισμός των παραμέτρων $\Delta w_e(\lambda_Y, \lambda_X)$ θα γίνει σε επόμενη ενότητα. Συνεπώς, για την εύρεση του διανύσματος X και του μήκους κύματος λ_X , το πρόβλημα που έχουμε είναι της μορφής

$$\min_{\lambda_X, X} \sqrt{a_0 + M^2} + \sqrt{b_0 + M^2 + \sum_{e=1}^{|E|} w_e(\lambda_X) X_e}$$

όπου το X πρέπει να ικανοποιεί κάποιες επιπρόσθετες συνθήκες

1. $AX = B_{s,d}$
2. $X_e M(e, \lambda_X) = X_e$
3. Το διάνυσμα X έχει συνιστώσες με τιμές 1,0.
4. Για κάθε ήδη υπάρχον μονοπάτι Y πρέπει $\sum_e X_e Y_e \Delta w_e(\lambda_Y, \lambda_X) \geq T_Y$

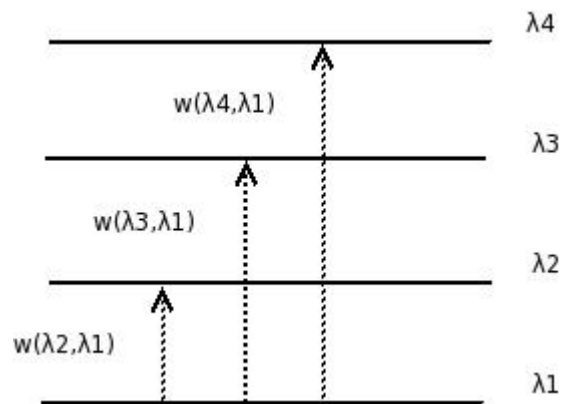
Πρόβλημα 9: Το γενικότερο online μη γραμμικό πρόβλημα

Αξίζει να σημειώσουμε κάποια στοιχεία για την πολυπλοκότητα του προβλήματος. Ο περιορισμός δεν αφορά σε όλα τα μονοπάτια αλλά είναι ενεργός στις περιπτώσεις που τα υπάρχοντα μονοπάτια τέμνουν το X . A priori οι υπολογισμοί αυτοί είναι στη χειρότερη περίπτωση $|E| \times M$. A posteriori είναι $|V| \times M$. Επίσης το πρόβλημα είναι καθαρά NP complete. Γίνεται φανερό ότι ο μόνος τρόπος να αντιμετωπιστούν οι ανισότητες είναι να της δούμε ως ένα μέσο admission control. Με αυτό το σκεπτικό μπορούμε να τις ελέγξουμε εκ των υστέρων. Το πρόβλημά μας είναι δυναμικό και συνεπώς η προκύπτουσα λύση δεν είναι και η καλύτερη δυνατή ως προς τη διαχείριση πόρων. Το πραγματικό πρόβλημα είναι η επιλογή ενός αλγορίθμου που μειώνει την πιθανότητα απόρριψης κλήσης. Έτσι μπορούμε να ερμηνεύσουμε και το μη γραμμικό κόστος ως ένα μέσο admission control. Συνεπώς η επιλογή θα πρέπει να γίνεται με γνώμονα την ανεκτή ποιότητα υπηρεσίας, τη βέλτιστη διαχείριση πόρων και την εξασφάλιση ανεκτής ποιότητας υπηρεσία σε μελλοντικές κλήσεις. Το πρόβλημα γίνεται δυσεπίλυτο λόγω των πολλαπλών επιλογών μήκους κύματος και μη γραμμικό λόγω των αλληλεπιδράσεων. Ο όρος των επιδράσεων μπορεί να αποτελέσει μια καλή επιλογή ως προς το υπολογιστικό κόστος. Δεν μπορεί όμως να δώσει λύση στην εξασφάλιση της ποιότητας υπηρεσίας των μελλοντικών αιτήσεων. Οι προσομοιώσεις όμως θα δείξουν την επίδραση.

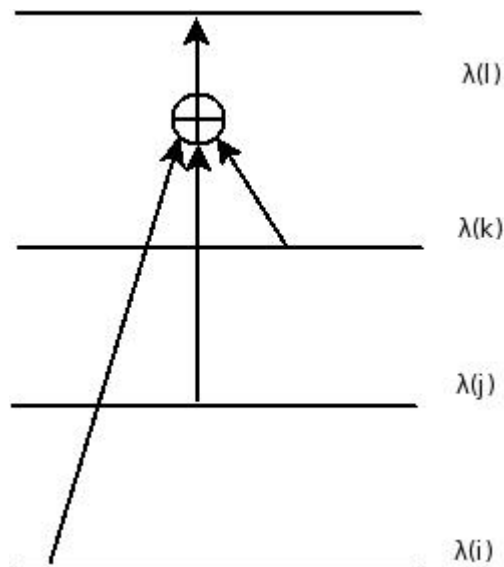
8.2.4 Ο αλγόριθμος για τον υπολογισμό του FWM.

Ένα από τα δυσκολότερα προβλήματα για την προσομοίωση ενός δικτύου με

impairments είναι ο υπολογισμός των ίδιων των impairments. Με το αναλυτικό μοντέλο αυτό γίνεται εύκολα. Ωστόσο παραμένει το πρόβλημα του υπολογισμού τους σε πραγματικό χρόνο. Στις αναφορές [147], [148], [149] , [150] καταβάλλεται τεράστια προσπάθεια για μείωση. Θα δούμε στα επόμενα σχήματα τη συνεισφορά των XPM, FWM σχηματικά.



Σχήμα 26: Επίδραση XPM



Σχήμα 27: Επίδραση FWM

Η συνεισφορά στο XPM από τη δέσμευση του λ_i στο λ_k μπορεί εύκολα να αναπαρασταθεί με την εξίσωση

$$\sigma^2(\lambda_k) = \sum_{i=1}^N t_i w(\lambda_k; \lambda_i)$$

, με την παραδοχή $w(\lambda_i; \lambda_i) = 0$, όπου t_i είναι μια μεταβλητή που παίρνει τιμές 1 ή 0 και μας δείχνει αν είναι δεσμευμένο ένα μήκος κύματος i ή όχι. Στην περίπτωση του FWM η επίδραση είναι πολυπλοκότερη και δίνεται από τη σχέση

$$\sigma^2(\lambda_l) = \sum_{i+j-k=l, i \neq k, j \neq k} t_i t_j t_k w(\lambda_l; \lambda_i, \lambda_j, \lambda_k)$$

Η σχέση στο άθροισμα θα πρέπει να ληφθεί με την έννοια ότι αν η χαμηλότερη συχνότητα στα μήκη κύματος είναι f_1 , τότε $f_i = f_1 + (i-1)\Delta f$ και συνεπώς

$$\lambda_i = \frac{c}{f_i}. \text{ Το πρόβλημα που προκύπτει είναι ότι κατά τη δέσμευση ενός μήκους}$$

κύματος στην ίνα, θα πρέπει να ελέγχονται όλοι οι δυνατοί συνδυασμοί για την εύρεση της αλληλεπίδρασης FWM. Εμείς θα προσπαθήσουμε να λύσουμε το δυϊκό πρόβλημα, δηλαδή την εύρεση της αλληλεπίδρασης που προκαλεί η δέσμευση του μήκους κύματος στα άλλα μήκη κύματος. Για το σκοπό αυτό θα λύσουμε ένα γενικότερο πρόβλημα. Ας θεωρήσουμε ότι η συνδυασμένη επίδραση FWM και XPM δινόταν από τη σχέση

$$\sigma^2(\lambda_l) = \sum_{i,j,k} t_i t_j t_k w(\lambda_l; \lambda_i, \lambda_j, \lambda_k)$$

που αποτελεί μια “boolean” πλειογραμμική έκφραση. Η συνεισφορά του XPM μπορεί να γραφτεί σε αυτή τη μορφή λόγω του γεγονότος $t^2 = t$, δηλαδή οι μεταβλητές είναι idempotents. Χρησιμοποιώντας επίσης αυτήν την ιδιότητα μπορούμε να διαχωρίσουμε τις συνεισφορές των μηκών κύματος. Μια απλή συνέπεια είναι το επόμενο λήμμα του οποίου την απόδειξη παραλείπουμε.

Λήμμα

Ας θεωρήσουμε μια πλειογραμμική boolean έκφραση της μορφής

$$w = \sum_{i,j,k} t_i t_j t_k w_{i,j,k}$$

Τότε αυτή μπορεί να γραφτεί με μοναδικό τρόπο στη μορφή

$$w = \sum_{i < j < k} t_i t_j t_k w_{i,j,k}^{(3)} + \sum_{i < j} t_i t_j w_{i,j}^{(2)} + \sum_i t_i w_i^{(1)}$$

Αξίζει να παρατηρήσουμε ότι στην περίπτωση που εξετάζουμε

$$w_i^{(1)} = w(\lambda_k; \lambda_i)$$

που σημαίνει ότι ο πρωτοβάθμιος όρος είναι η συνεισφορά του XPM.

Η συνεισφορά μόνο του μήκους κύματος λ_i , δηλαδή που προέρχεται από τη δέσμευση του λ_i είναι

$$\Delta_{l,i} = t_i \left(\sum_{j < k, j \neq i, k \neq i} t_j t_k C_l^{(3)}(i, j, k) + \sum_{j \neq i} t_j C_l^{(2)}(i, j) + C_l^{(1)}(i) \right)$$

όπου

$$C_l^{(3)}(i, j, k) = w(\lambda_l; \lambda_i, \lambda_j, \lambda_k) + w(\lambda_l; \lambda_i, \lambda_k, \lambda_j) + w(\lambda_l; \lambda_j, \lambda_i, \lambda_k) \\ + w(\lambda_l; \lambda_k, \lambda_i, \lambda_j) + w(\lambda_l; \lambda_j, \lambda_k, \lambda_i) + w(\lambda_l; \lambda_k, \lambda_j, \lambda_i) ,$$

$$C_l^{(2)}(i, j) = w(\lambda_l; \lambda_i, \lambda_i, \lambda_k) + w(\lambda_l; \lambda_i, \lambda_j, \lambda_i) + w(\lambda_l; \lambda_j, \lambda_i, \lambda_i) \\ + w(\lambda_l; \lambda_i, \lambda_j, \lambda_j) + w(\lambda_l; \lambda_j, \lambda_i, \lambda_j) + w(\lambda_l; \lambda_j, \lambda_j, \lambda_i)$$

και τέλος $C_l^{(1)}(i) = w(\lambda_l; \lambda_i, \lambda_i, \lambda_i)$.

Ας θεωρήσουμε ότι στην ίνα είναι δεσμευμένα τα μήκη κύματος $\lambda_{s_1}, \lambda_{s_2}, \dots, \lambda_{s_m}$. Θα περιγράψουμε ένα αλγόριθμο για τον υπολογισμό του $\sigma^2(\lambda_l)$.

Αρχικοποίηση

$$\forall n \in [1 \dots m] \text{ θέτουμε } t_{s_n} \leftarrow 0 \\ \sigma^2(\lambda_l) \leftarrow 0$$

Επαγωγικό βήμα n

$$\text{Θέτουμε } t_{s_n} \leftarrow 1 \\ \Delta_{l,j}(n) = \sum_{j < k, j \neq i, k \neq i} t_i(n) t_j(n) t_k(n) C_l^{(3)}(i, j, k) + \sum_{j \neq i} t_i(n) t_j(n) C_l^{(2)}(i, j) + t_i(n) C_l^{(1)}(i) \\ \sigma^2(\lambda_l, n) = \sigma^2(\lambda_l, n-1) + \Delta_{l,j}(n)$$

Αλγόριθμος 4: Υπολογισμός FWM

Λήμμα 1

Τώρα θα δείξουμε ότι ο αλγόριθμος στο n -βήμα έχει δώσει τη σωστή επίδραση FWM.

Απόδειξη

Θα προχωρήσουμε με επαγωγή. Για $n=1$ είναι φανερό ότι ο αλγόριθμος είναι σωστό. Έστω ότι για $n=N$ είναι σωστός, θα δείξουμε ότι αυτό συμβαίνει για $N+1$. Οι όροι 3ης και 2ης τάξης στους οποίους συζευγνύεται το μήκος κύματος $\lambda_{s_{N+1}}$ με τα προηγούμενα μήκη κύματος δεν εμφανίζονται στα προηγούμενα Δ_n και αυτό γιατί στα προηγούμενα βήματα το $t_{s_{N+1}}$ είναι 0. Επίσης όλοι αυτοί οι όροι εμφανίζονται και στο Δ_{N+1} .

Λήμμα 2

Η τιμή $\sigma^2(\lambda_l, m)$ στο τέλος τους αλγορίθμου είναι ίδια με την τιμή του $\sigma^2(\lambda_l)$

Απόδειξη

Οι όροι 1ης τάξης στην έκφραση για το $\sigma^2(\lambda_l)$ θα εμφανιστούν στο αντίστοιχο βήμα. Για τους όρους δεύτερης τάξης μπορούμε να πούμε ότι θα εμφανιστούν στο $\mu \sigma^2(\lambda_l)$ όνο όσοι έχουν $t_i=1$ και $t_j=1$. Αν ο μέγιστος αντίστοιχος δείκτης των i και j στα βήματα του αλγορίθμου είναι ο s τότε θα εμφανιστεί στο βήμα s ο όρος $C_l^{(2)}(i, j)$ και μόνο εκεί. Για τους τριτοβάθμιους όρους μπορούμε να πούμε ότι θα εμφανιστούν στο $\mu \sigma^2(\lambda_l)$ όνο όσοι έχουν $t_i, t_j, t_k=1$. Αν ο μέγιστος αντίστοιχος δείκτης των i, j και k στα βήματα του αλγορίθμου είναι ο s τότε θα εμφανιστεί στο βήμα s ο όρος $C_l^{(3)}(i, j, k)$ και μόνο εκεί. Και έτσι αποδείξαμε ότι ο αλγόριθμος βρίσκει τη σωστή τιμή για το $\sigma^2(\lambda_l)$ τον τερματισμό του.

Λήμμα 3

Δεδομένου ότι έχουν δεσμευτεί τα μήκη κύματος $\lambda_{s_1}, \dots, \lambda_{s_m}$, η αποδέσμευση του μήκους κύματος λ_{s_N} συνοδευόμενη από την αφαίρεση του παράγοντα Δ_{l, s_N} από το $\sigma^2(\lambda_l)$ δίνει τη σωστή τιμή για την επίδραση του FWM.

Απόδειξη

Το προηγούμενο λήμμα μας δείχνει ότι η σωστή τιμή για την επίδραση του FWM θα μπορούσε να προκύψει από την ακολουθία δεσμεύσεων $\lambda_{s_1}, \dots, \lambda_{s_{N-1}}, \lambda_{s_N}, \lambda_{s_m}, \lambda_{s_N}$. Αφαιρώντας την τιμή του Δ_{l, s_N} είναι το ίδιο με το να αφαιρούμε στον αλγόριθμο

το $\Delta_{l,s_N}(m)$ πράγμα που μας δίνει για το XPM την τιμή $\sigma^2(\lambda_l, m-1)$ που από το λήμμα 1 είναι η τιμή που θέλουμε.

Παρατηρήσεις :

Παρατήρηση 1. Στην περίπτωση FWM που μας αφορά σε αυτήν την εργασία, ο πρωτοβάθμιος όρος είναι 0 γιατί τότε $k=i$ στην έκφραση του βάρους $w(\lambda_l; \lambda_i, \lambda_j, \lambda_k)$ πράγμα που δεν επιτρέπεται. Επίσης ο δευτεροβάθμιος όρος θα μπορεί να απορροφηθεί στον υπολογισμό του XPM και στην περίπτωση του FWM να παρθεί ίσος με 0. .

Παρατήρηση 2. Τα λήμματα και η γενικότερη συλλογιστική πορεία μπορούν να εφαρμοστούν και την περίπτωση επιδράσεων με ανώτερους της τρίτης τάξης όρους (αλλά με κατώτερους ή ίσους από τον αριθμό των μηκών κύματος στην ίνα).

Παρατήρηση 3. Τα λήμματα 2 και 3 μας επιτρέπουν να κάνουμε τις δεσμεύσεις και ανανεώσεις επιδράσεων με διαφορετικό τρόπο, χωρίς να υπολογίζουμε επανειλημμένα την επίδραση FWM.

Τώρα είμαστε έτοιμοι να παρουσιάσουμε τον αλγόριθμο για τις επιδράσεις XPM, FWM στην τελική μορφή.

Σε κάθε ακμή διατηρούμε δυο διανύσματα των οποίων οι συνιστώσες είναι boolean. Τα διανύσματα αυτά είναι

1. INTERACTIONS[1..m]
2. LAMBDA [1..m]

Ο αλγόριθμος διακρίνεται από δυο φάσεις, τη δέσμευση και την αποδέσμευση. Επίσης θεωρούμε ότι η ακμή έχει μήκος spans L .

Αρχικοποίηση

$$\forall n \in [1 \dots m] \text{ θέτουμε } INTERACTIONS[n] \leftarrow b_1 L$$

$$\forall n \in [1 \dots m] \text{ θέτουμε } LAMBDA[n] \leftarrow 0$$
Δέσμευση του n μήκους κύματος

$$\text{Θέτουμε } LAMBDA[n] \leftarrow 1$$

$$\forall i \in [1 \dots m] INTERACTIONS[i] = INTERACTIONS[i] + \Delta_{i,n}$$
Αποδέσμευση του n μήκους κύματος

$$\forall i \in [1 \dots m] INTERACTIONS[i] = INTERACTIONS[i] - \Delta_{i,n}$$

$$\text{Θέτουμε } LAMBDA[n] \leftarrow 0$$

Αλγόριθμος 5: Δεσμεύσεις και αποδεσμεύσεις στην ίνα

Για να έχουμε αποτελεσματική αντιμετώπιση του μεγάλου πλήθους ανισοτήτων πρέπει να τροποποιήσουμε τον αλγόριθμο μας. Αυτό επιτυγχάνεται με την ύπαρξη λίστας σε κάθε ίνα των μονοπατιών που διέρχονται από αυτήν. Το γεγονός όμως ότι ένα μονοπάτι σε μια ίνα από την οποία διέρχεται καταναλώνει ένα μήκος κύματος, σημαίνει ότι τα μονοπάτια που διέρχονται από μια ίνα είναι το πολύ ίσα με το μήκος κύματος. Ας θεωρήσουμε ότι ένα μονοπάτι περιγράφεται (απλοϊκά) στη μορφή

```
struct PATH
{
    X, //Το διάνυσμα καταληψιμότητας των ακμών
    interference, // Ένας αριθμός ο οποίος πριν τη δέσμευση του μονοπατιού
    είναι 0.
    lambda; // Το μήκος κύματος στο οποίο κάνουμε τη δέσμευση του
    μονοπατιού
}
```

Πρέπει να εμπλουτίσουμε τη δομή που περιγράφει την ίνα με έναν πίνακα PATHS[1..m] που περιέχει NULL αν από το μήκος κύματος n δεν περνάει κάποιο μονοπάτι (δεν έχει δεσμευτεί) αλλιώς περιέχει το μονοπάτι που περνάει από αυτό. Προφανώς για την ακμή e και το μήκος κύματος λ ,

PATHS[λ].X(e)=1, PATHS[λ].lambda= λ . Ο προηγούμενος αλγόριθμος πρέπει να τροποποιηθεί ούτως ώστε να περιέχει και τις δεσμεύσεις των μονοπατιών. Η ύπαρξη της μεταβλητής interference εξασφαλίζει ότι με ένα πέρασμα από όλα τα μονοπάτια και του ελέγχου μια ανισότητας της μορφής

$PATH.interference > T$, μπορούμε να εξασφαλίσουμε αν η δέσμευση ενός μονοπατιού επηρεάζει τα άλλα μονοπάτια σε βαθμό που να μειώνει σημαντικά την ποιότητα υπηρεσίας τους. Πράγματι για ένα ήδη δεσμευμένο μονοπάτι του οποίου γνωρίζουμε το μήκος, η τιμή του interference είναι ίση με $\sum_{i=1}^N w_i$ και

$$T = \left(\frac{P}{Q} - \sqrt{a_0 + a_1 M_Y^2} \right)^2 - b_0 + a_1 M_Y^2 .$$

Αρχικοποίηση

$\forall n \in [1 \dots m]$ θέτουμε $INTERACTIONS[n] \leftarrow b_1 L$

$\forall n \in [1 \dots m]$ θέτουμε $LAMBDA[n] \leftarrow 0$

$\forall n \in [1 \dots m]$ θέτουμε $PATHS[n] \leftarrow NULL$

Δέσμευση του n μήκους κύματος

Θέτουμε $LAMBDA[n] \leftarrow 1$

$\forall i \in [1 \dots m]$ $INTERACTIONS[i] = INTERACTIONS[i] + \Delta_{i,n}$

$\forall i \in [1 \dots m] \wedge PATHS[i] \neq NULL$ $PATHS[i].interference = PATHS[i].interference + \Delta_{i,n}$

Αποδέσμευση του n μήκους κύματος

$\forall i \in [1 \dots m]$ $INTERACTIONS[i] = INTERACTIONS[i] - \Delta_{i,n}$

$\forall i \in [1 \dots m] \wedge PATHS[i] \neq NULL$ $PATHS[i].interference = PATHS[i].interference - \Delta_{i,n}$

Θέτουμε $LAMBDA[n] \leftarrow 0$

Δέσμευση του $PATH$ μονοπατιού

Θέτουμε $PATHS[PATH.lambda] \leftarrow PATH$

Δέσμευση του $PATH.lambda$ μήκους κύματος

Αποδέσμευση του $PATH$ μονοπατιού

Αποδέσμευση του $PATH.lambda$ μήκους κύματος

Θέτουμε $PATHS[PATH.lambda] \leftarrow NULL$

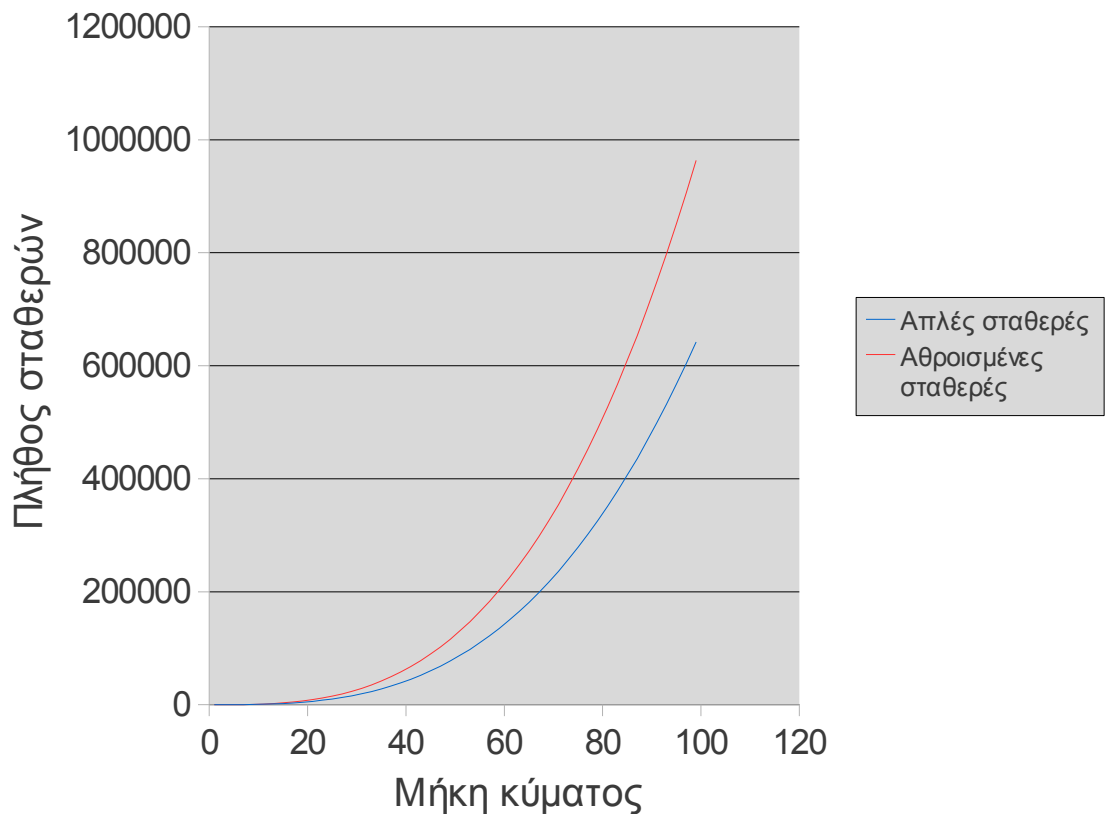
Αλγόριθμος 6: Δεσμεύσεις και αποδεσμεύσεις σε επίπεδο μονοπατιού

Από τα προηγούμενα γίνεται φανερό ότι πριν από το “τρέξιμο” οποιασδήποτε προσομοίωσης, θα ήταν απαραίτητος ο προϋπολογισμός διαφόρων παραμέτρων για κάθε ακμή. Οι τιμές που επιλέγουμε να προϋπολογίσουμε είναι οι σταθερές

$$C_l^{(3)}(i, j, k), C_l^{(2)}(i, j), C_l^{(1)}(i), C_l^{(0)}$$

από τις οποίες η τελευταία έχει την τιμή $b_1 L$. Υπάρχει ουσιαστικό κέρδος από το να προϋπολογίσουμε τις τιμές για την αντίστοιχη πλειογραμμική έκφραση. Πράγματι, αν συνυπολογίσουμε τον όρο μηδενικής τάξης και ας θεωρήσουμε ότι έχουμε m μήκη κύματος θα χρειαστούμε $m+m^4$ σταθερές. Στη συγκεκριμένη περίπτωση όμως έχουμε $m+m*m+m*m*(m-1)+m*m*(m-1)*(m-2)/2$ και συνεπώς το κέρδος είναι ασυμπτωτικά 50%. Το κέρδος αυτό όμως δεν είναι απαραίτητα πραγματικό αφού κάποιες σταθερές είναι 0. Θα δείξουμε με διάφορα διαγράμματα το πραγματικό κέρδος που εξαρτάται από το m . Στο επόμενο διάγραμμα φαίνονται οι διάφορες τιμές του πλήθους των σταθερών για τιμές του m από 1 έως 99. Με χρώμα γαλάζιο φαίνεται ο αριθμός των XPM, FWM και των θορύβων που εξαρτώνται γραμμικά από τα spans. Με χρώμα κόκκινο φαίνεται το συνολικό πλήθος των σταθερών $C_l^{(3)}(i, j, k), C_l^{(2)}(i, j), C_l^{(1)}(i), C_l^{(0)}$. Αντίθετα στην απλοϊκή πρόβλεψη που κάναμε βλέπουμε ότι από πλευράς αποθηκευτικού χώρου, οι αθροισμένες σταθερές είναι περισσότερες κατά 50%.

Αποθηκευτικός χώρος



Ωστόσο για τις επιδόσεις ενός συστήματος λόγω των συνεχών προσθέσεων που εκτελεί ο αλγόριθμος για τα impairments είναι εμφανές ότι μεγάλο ρόλο θα παίζει ο μέσος αριθμός των σταθερών που χρησιμοποιούνται κατά την εκτέλεση μιας ανανέωσης στο θόρυβο που επάγεται σε ένα μήκος κύματος i από τη δέσμευση του μήκους κύματος j . Στην απλή περίπτωση των σταθερών αυτός ο αριθμός είναι (αν θεωρήσουμε ότι η αυτοεπίδραση XPM περιλαμβάνεται ακόμη κι αν είναι μηδενική):

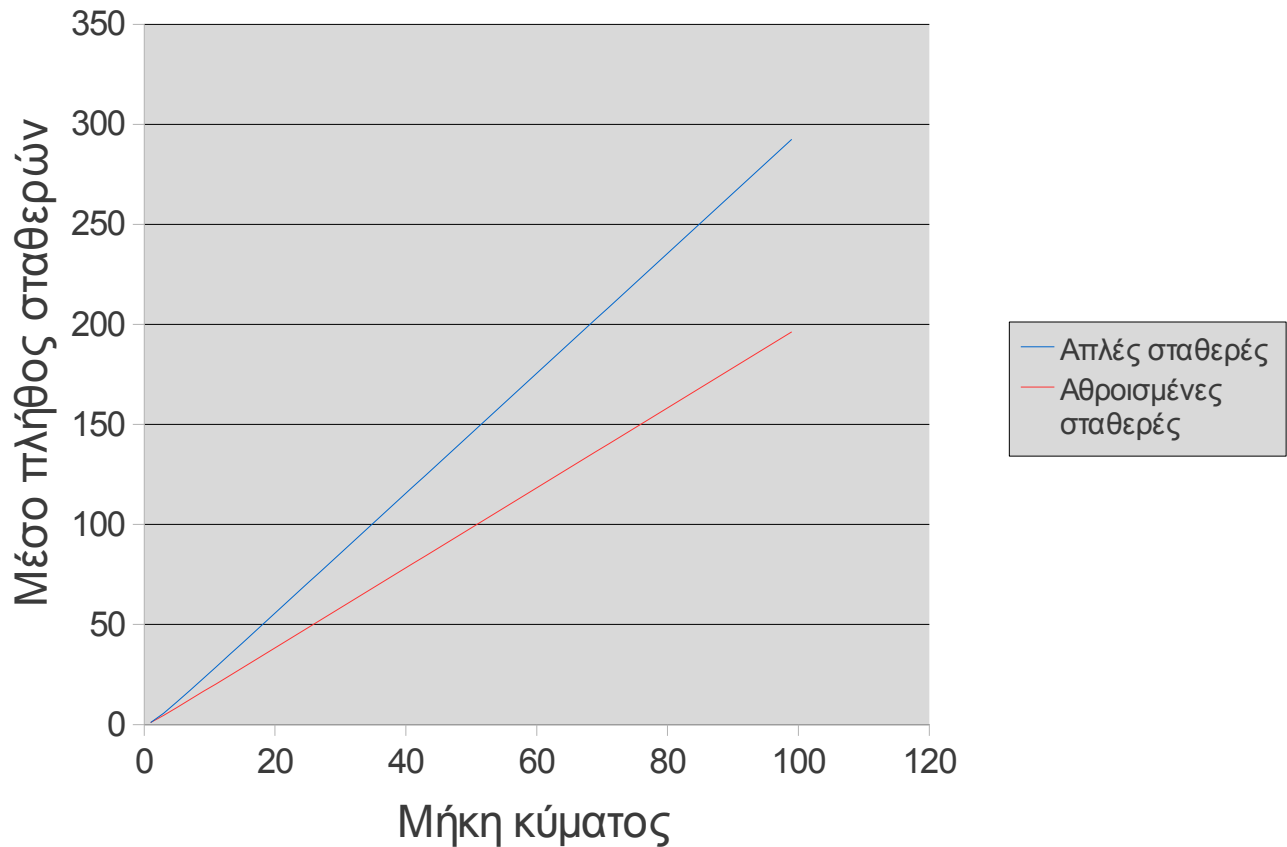
$$\frac{m(m+1) + (\text{ο αριθμός των μη μηδενικών FWM σταθερών προς το } i \text{ που εμπλέκουν το } j)}{m^2}$$

Στην περίπτωση των αθροισμένων σταθερών ο αριθμός αυτός είναι

$$\frac{m(m+1) + |C^2(i, j, \dots) \neq 0| + |C^3(i, j, \dots) \neq 0|}{m^2}$$

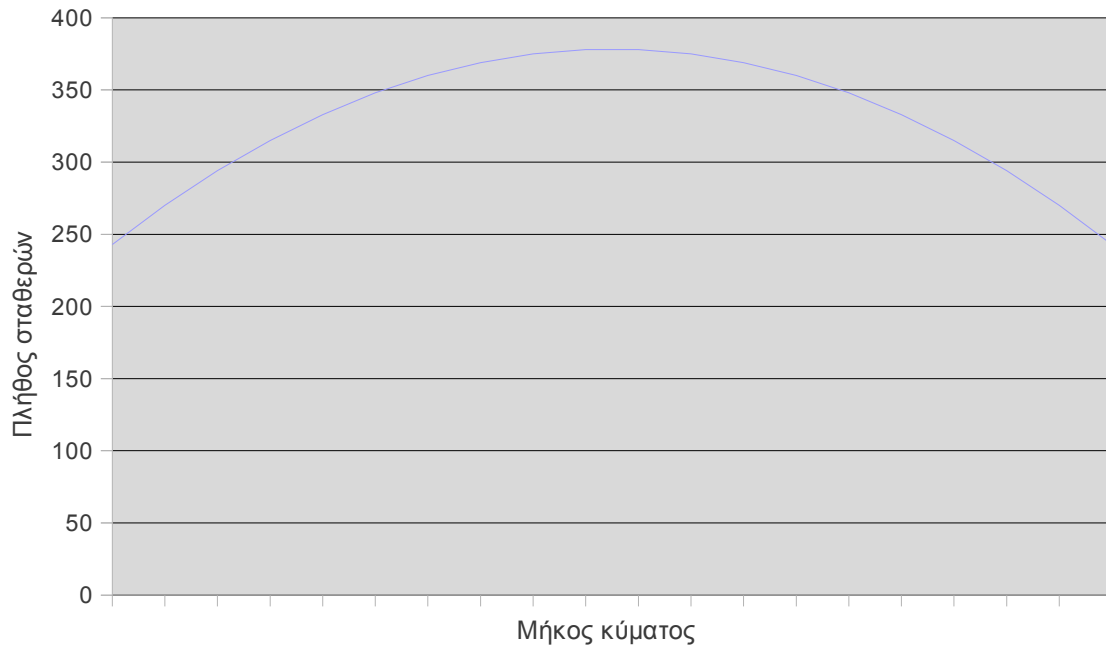
Στο επόμενο σχήμα βλέπουμε ότι οι μέσες χρησιμοποιούμενες αθροισμένες σταθερές είναι λιγότερες από τις απλές σταθερές. Η διαφορά αυτή είναι της τάξης του 50% και εμφανίζεται γιατί ο χρόνος τρεξίματος βελτιώνεται αν αθροίζουμε τις σταθερές ακόμη κι αν ο αποθηκευτικός χώρος μεγαλώνει.

Απαιτήσεις εκτέλεσης

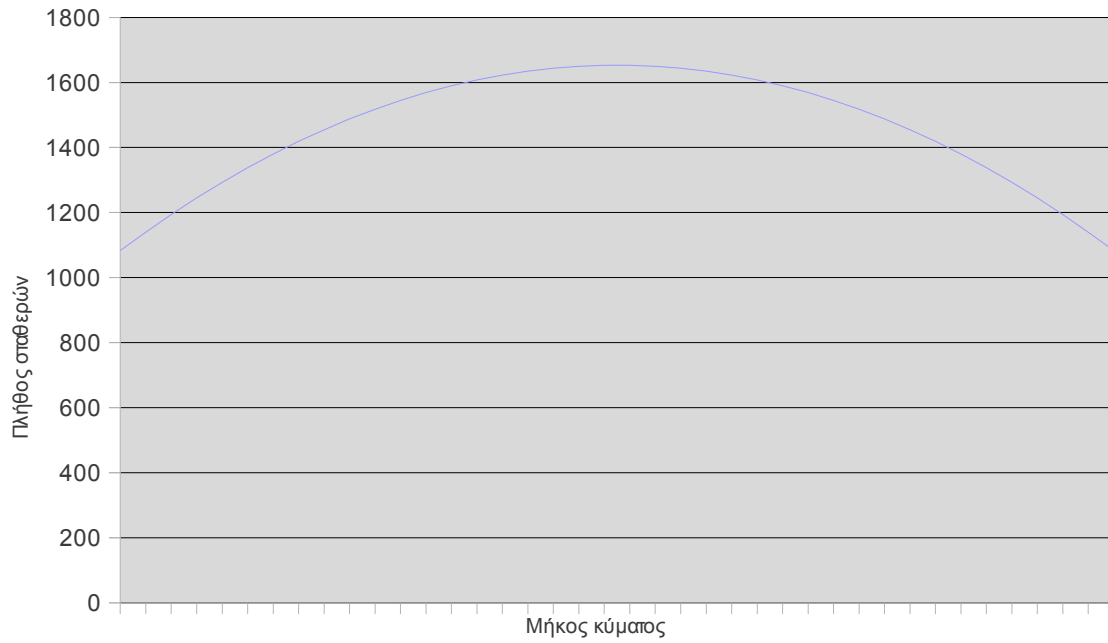


Τώρα θα δούμε την εξάρτηση του αριθμού των σταθερών από τον αριθμό των μηκών κύματος στην ίνα. Στο επόμενο σχήμα παρουσιάζουμε τα αποτελέσματα από τον προσομοιωτή για μήκη κύματος από 20,40 έως 60 για τις σταθερές τάξης 3. Για τις σταθερές τάξης 2 οι τιμές είναι 38,78 και 118 αντίστοιχα.

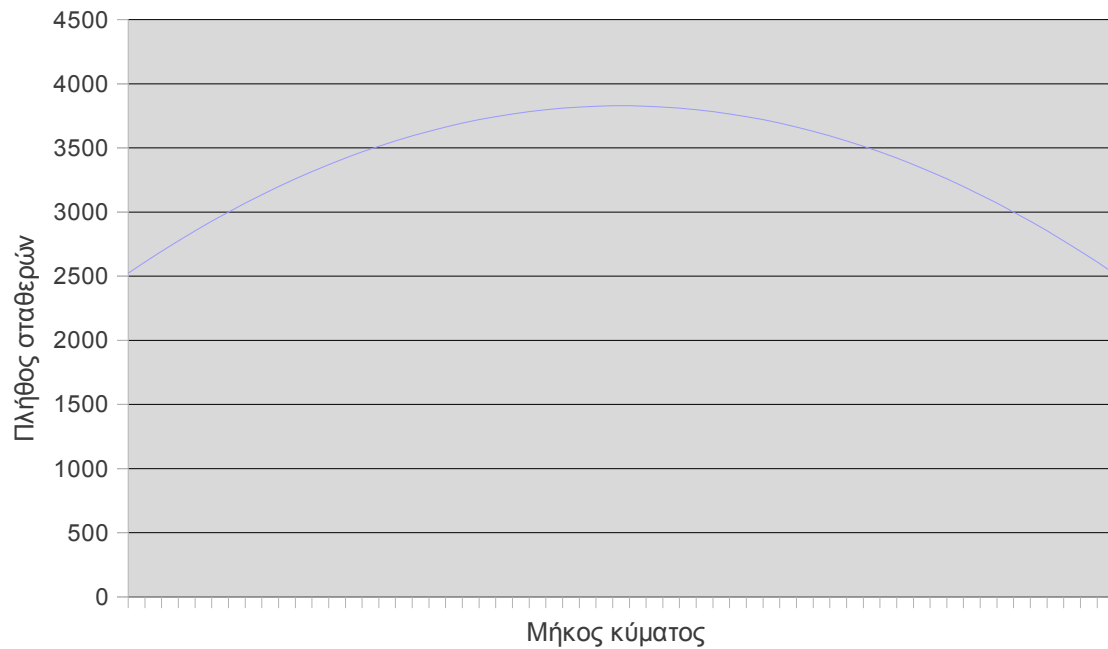
Κατανομή σταθερών για 20 μήκη κύματος



Κατανομή σταθερών για 40 μήκη κύματος

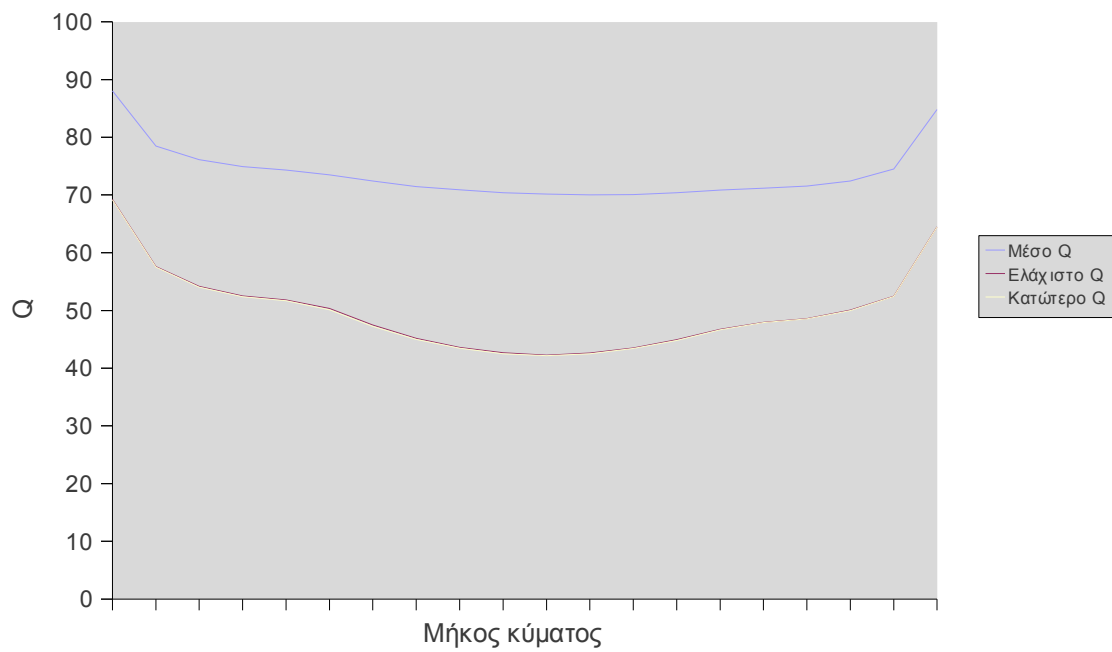


Κατανομή σταθερών για 60 μήκη κύματος

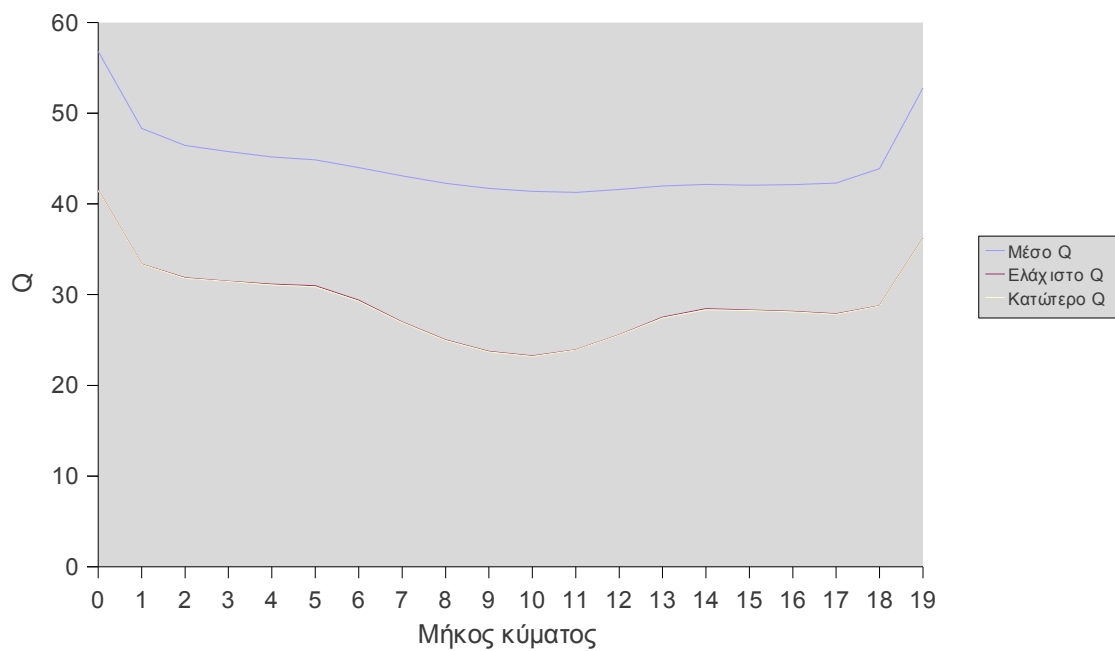


Είναι εύκολο να δούμε από το προηγούμενο σχήμα ότι οι κατανομές εμφανίζουν συμμετρία κάτι το οποίο θα μπορούσε να δει κανείς και από τις εξισώσεις. Θα δούμε τώρα την κατανομή της τιμής του παράγοντα Q για τα διάφορα μήκη κύματος και πλήθος spans. Η τιμή αυτή εξαρτάται από την κατανομή των δεσμεύσεων. Καθώς οι δυνατές κατανομές δέσμευσης είναι υπερβολικά πολλές και αυξάνονται εκθετικά με το πλήθος των μηκών κύματος στην ίνα θα δούμε μια μέση τιμή για το Q με τη μέτρηση της μέσης και ελάχιστης τιμής του για 100.000 διαφορετικές κατανομές που γεννούνται με ομοιόμορφο τρόπο. Για λόγους σύγκρισης θα δούμε την τιμή του Q για τις περιπτώσεις όπου όλα τα μήκη κύματος είναι κατειλημμένα.

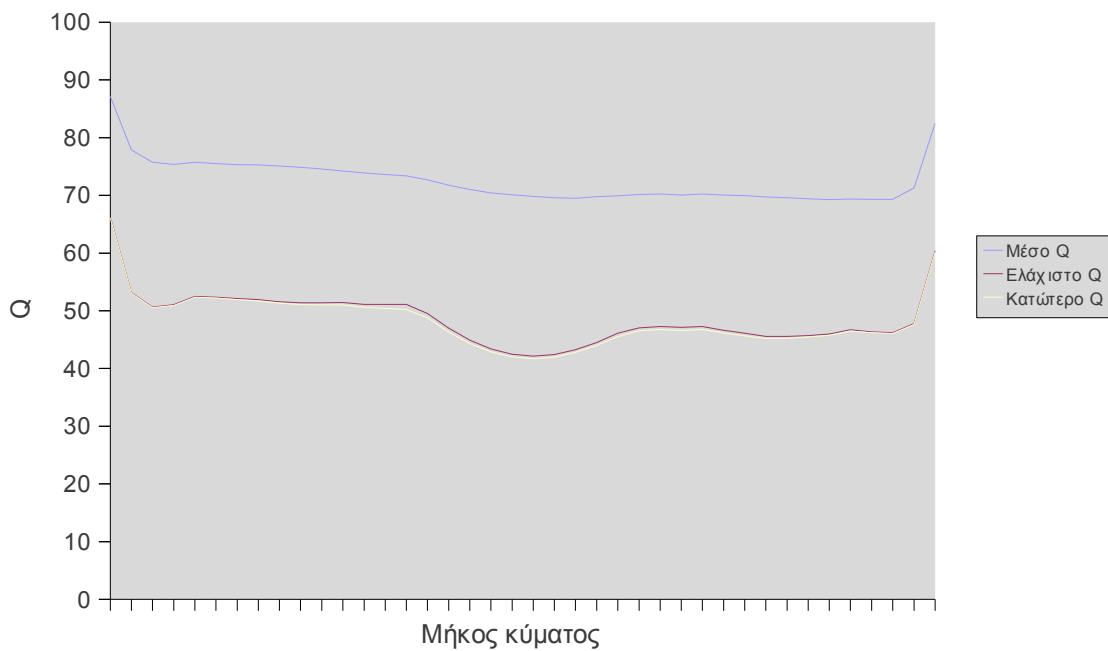
Κατανομή Q για N=2, M=20



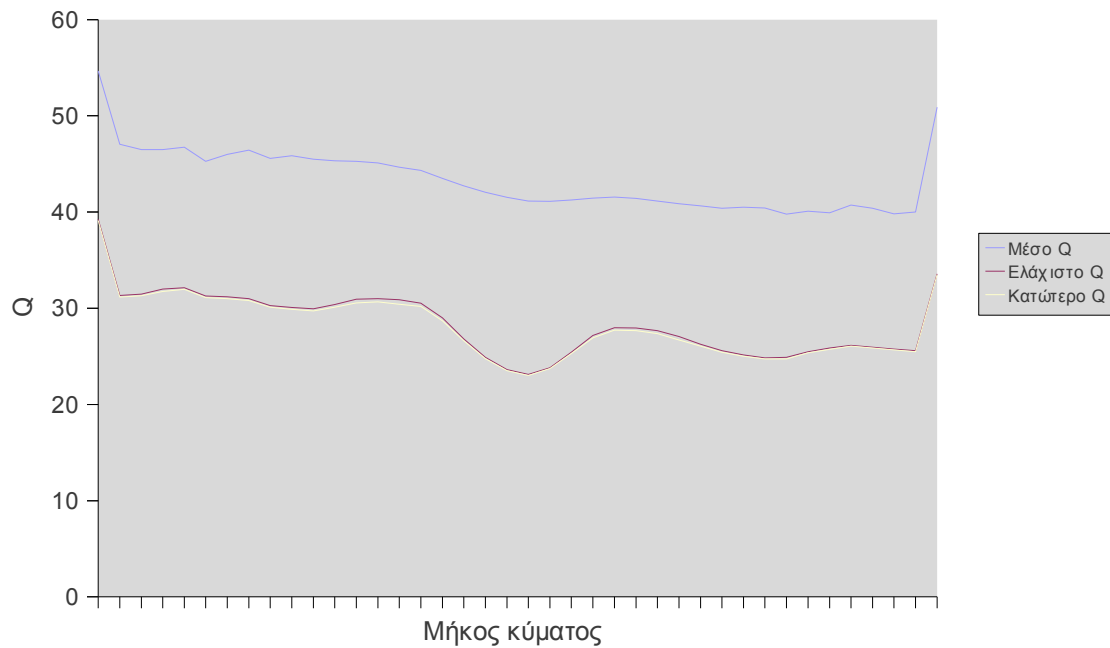
Κατανομή Q για N=4, M=20



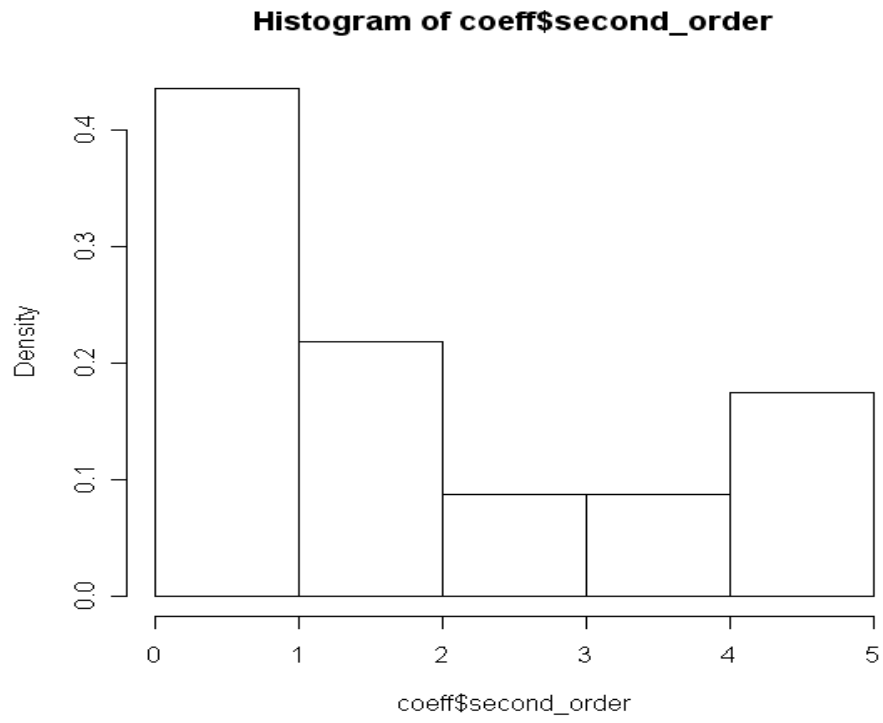
Κατανομή Q για N=2,M=40



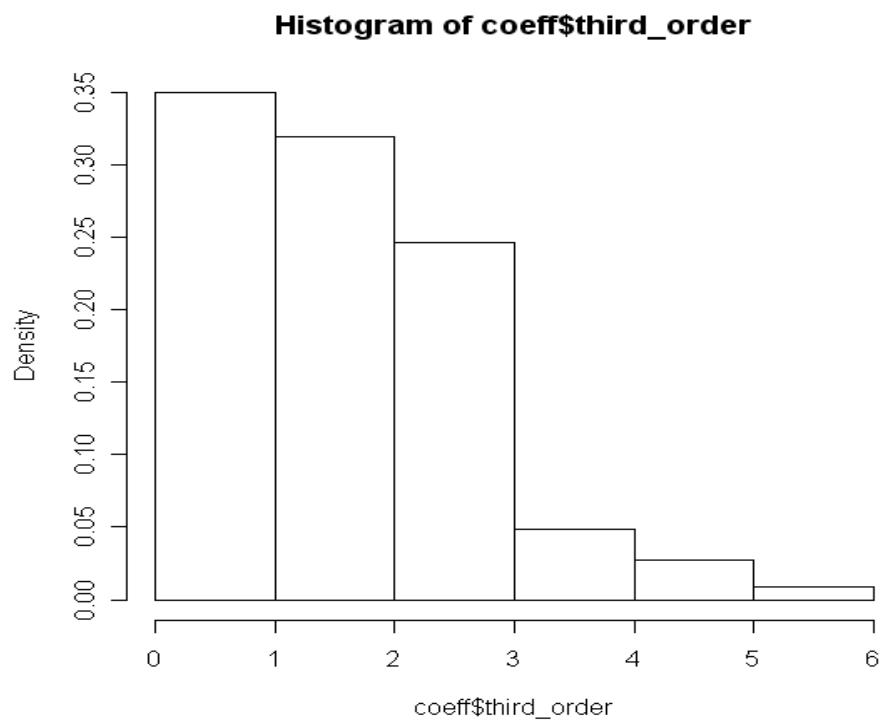
Κατανομή Q για N=4, M=40



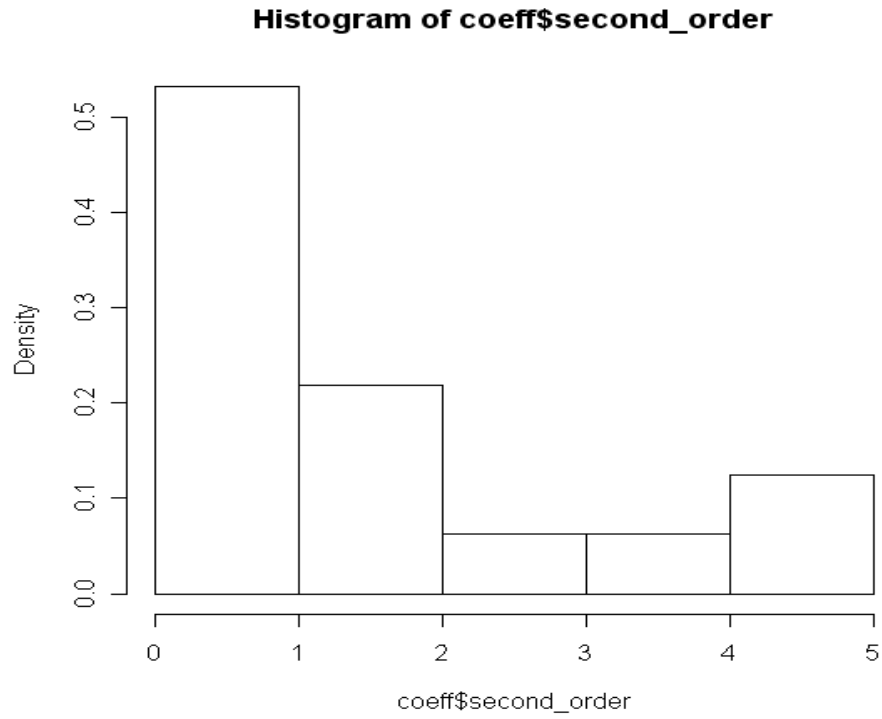
Τα παραπάνω διαγράμματα υποστηρίζουν την αναφορά [151] η οποία καταλήγει ότι η χειρότερη τιμή του παράγοντα Q επιτυγχάνεται στα κεντρικά μήκη κύματος. Στα επόμενα σχήματα παρατηρούμε το ιστόγραμμα των τιμών των σταθερών του κεντρικού μήκους κύματος καθώς το πλήθος των spans μεταβάλλεται για πλήθος μηκών κύματος 20 και 40 αντίστοιχα για τις σταθερές τάξης 2 και 3 αντίστοιχα. Για λόγους παρουσίασης παρουσιάζουμε το δεκαδικό λογάριθμο των σταθερών στρογγυλεμένο στον πλησιέστερο ακέραιο.



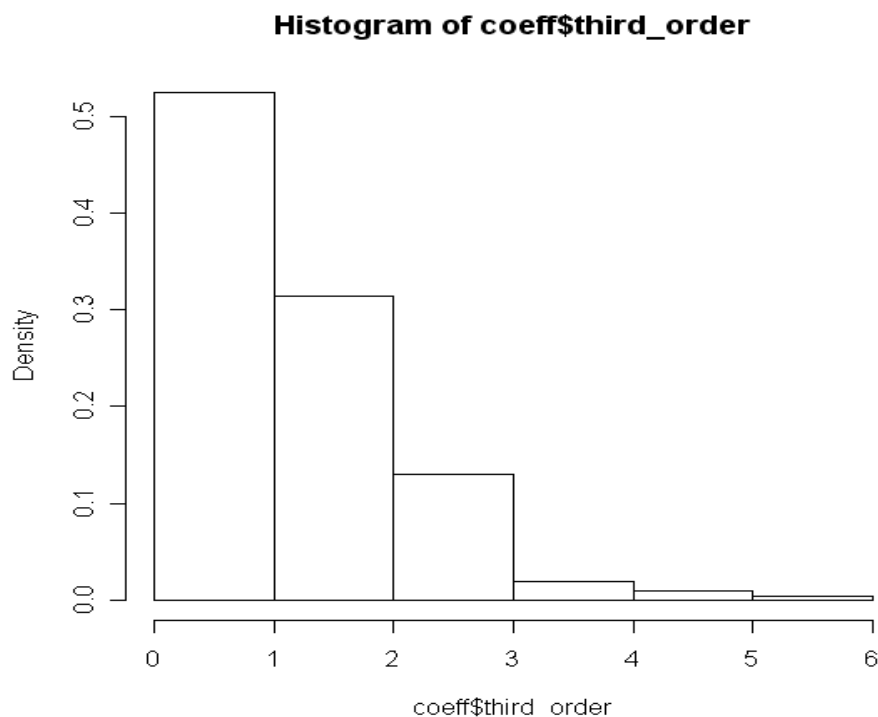
Σχήμα 28: Ιστόγραμμα όρων 2ης τάξης για $M=20, N=6$



Σχήμα 29: Ιστόγραμμα όρων 3ης τάξης για $M=20, N=6$



Σχήμα 30: Ιστόγραμμα όρων 2ης τάξης για $M=40, N=6$



Σχήμα 31: Ιστόγραμμα όρων 3ης τάξης για $M=40, N=6$

Είναι ενδεικτικό του ιστογράμματος ότι οι σταθερές με μικρές τιμές αποτελούν τη συντριπτική πλειοψηφία ειδικά στην ανώτερη τάξη. Ωστόσο δεν μπορούν να θεωρηθούν αμελητέες γιατί ο συνδυασμός τους είναι που δίνει το τελικό αποτέλεσμα και σε κάθε δέσμευση πολλές σταθερές συμμετέχουν με αποτέλεσμα το αθροιστικό τους αποτέλεσμα να μην είναι αμελητέο.

8.3 Ανασκόπηση παρόντων προσεγγίσεων.

8.3.1 Χρήση προσθετικού κόστους ως το μόνο περιορισμό.

Στην παρούσα φάση οι διαχειριστές δικτύων χρησιμοποιούν συχνά ένα φράγμα στην απόσταση για να κατασκευάσουν διαδρομές από ένα κόμβο εισόδου σε ένα κόμβο εξόδου σε ένα οπτικό δίκτυο, δεδομένων των μηκών σε spans στις ακμές και ενός κατωφλίου θορύβου [138], [152]. Στην αναφορά παρουσιάζεται ταυτόχρονα φράγμα για την απόσταση και τα hops [95]. Ο λόγος για μια τέτοια

απλοποιημένη λύση είναι επειδή συνήθως είναι επιθυμητή η διατήρηση ενός κανόνα για traffic engineering όταν μετατρέπουν το ήδη υπάρχον δίκτυο σε all-optical ή όταν επεκτείνουν το ήδη all optical δίκτυό τους. Επίσης όταν χρησιμοποιούνται μόνο γραμμικά φαινόμενα λόγω της χρησιμοποιούμενης τεχνολογίας και διάστασης του δικτύου το πρόβλημα μπορεί μετά από κάποιο αριθμό παραδοχών να αναχθεί σε πρόβλημα ελάχιστου μονοπατιού με γενικευμένα κόστη στις ακμές. Πράγματι, στην αναφορά [153] παρουσιάζεται μια τέτοια απλοποιημένη περιγραφή. Στην αναφορά [154] άθροισμα από παράγοντες Q στις ενδιάμεσες διαδρομές χρησιμοποιείται εναλλακτικά. Αξίζει να αναφέρουμε ότι στην πράξη τα κόστη που ανατίθενται στις ακμές δεν είναι τα ίδια σε κάθε μήκος κύματος και επίσης για κάθε προς δρομολόγηση αίτηση δεν είναι ίδια η ανάθεση βαρών σε κάθε ακμή του δικτύου. Αυτό δε θα πρέπει να μας εκπλήσσει. Για παράδειγμα σε τυπικές εφαρμογές για ανακατανομή του φορτίου η πλέον χρησιμοποιούμενη μεθοδολογία που περιγράφεται στην αναφορά [124] αναθέτει σε κάθε ακμή βάρη ανάλογα με τη χρήση πόρων στο δίκτυο. Διαισθητικά γίνεται φανερό ότι τα impairments που αντιμετωπίζει μια αίτηση σε μια ακμή θα πρέπει να αυξάνονται τόσο με την απόσταση όσο και με την χρήση μιας ακμής, λόγω του cross-talk. Αυτή είναι κι η προσέγγιση που προσφέρει η αναφορά [155]. Γενικά περιμένει κανείς ένα κόστος που εκφράζεται ως γραμμικός συνδυασμός της απόστασης και της χρήσης ενός μήκους κύματος να αρκεί. Δεν είναι όμως προφανές ποιοι θα είναι αυτοί οι συντελεστές. Επίσης όπως είδαμε στις προηγούμενες ενότητες ο αντίστροφος παράγοντας Q εμφανίζει (αν αντικαταστήσουμε τα μη γραμμικά φαινόμενα με τις εκδοχές χειρότερης κατάστασης σε δίκτυα <2500Km) το κόστος είναι μη γραμμικό ως προς τα spans και δεν εμφανίζεται ένα γραμμικό κόστος προς ελαχιστοποίηση. Για να δώσουμε μια μαθηματική έκφραση του προβλήματος μας αρκεί να παρατηρήσουμε ότι θέλουμε να βρούμε το ελάχιστο μιας μη-γραμμικής συνάρτησης $f(b_1, \dots, b_n)$ όπου το κάθε όρισμα είναι της μορφής

$$b_i = b_i(X) = \sum_j t_{i,j} X_j$$

επειδή το διάνυσμα καταληψιμότητας είναι δυαδικό το ελάχιστο της συναρτησης δεν είναι εφικτό από τα ορίσματα. Ωστόσο επιλέγοντας μία από τις πιθανές τιμές του διανύσματος (τυπικά την πλήρη έλλειψη δεσμεύσεων) μπορούμε να γράψουμε εφόσον η συνάρτηση είναι διαφορίσιμη

$$f(X) = f(b_1, \dots, b_n) = f(0) + \sum_{i,j} \frac{\partial f}{\partial b_i} t_{i,j} X_j$$

Είναι προφανές ότι η προσέγγιση ελαχίστου γενικευμένου μήκους θα πρέπει να χρησιμοποιηθεί με πολύ προσοχή γιατί η γραμμικοποίηση δεν είναι εγγυημένη και στην πράξη μπορεί να παράσχει μια λύση χειρότερης εκτίμησης. Η επόμενη λίστα αναφορών δεν είναι πλήρης αλλά δίνει περισσότερες πληροφορίες γύρω από

αυτόν τον κύκλο ιδεών. Πρέπει να τονίσουμε ότι αν συνυπολογίσουμε τις συνεισφορές των διαφόρων δικτυακών στοιχείων όπως OADM (Optical Add Drop Multiplexers) ή και των μετατροπών μήκους κύματος η παραπάνω εικόνα δεν αλλάζει. Το μοντέλο απλά εμπλουτίζεται και δίνει καλύτερες εκτιμήσεις.

8.3.2 Χρήση πολλαπλών υποψήφιων μονοπατιών

Οπώς είδαμε στην προηγούμενη ενότητα ένα από τα βασικότερα προβλήματα για την ανάπτυξη μιας απλής ευριστικής για την επίλυση του προβλήματος της δρομολόγησης κάτω από impairments είναι η ύπαρξη ενός μη γραμμικού κόστους το οποίο αποτελείται από μια συνάρτηση γραμμικών κόστων. Συνεπώς ελαχιστοποιώντας την ως προς ένα από αυτά δεν υπάρχει εγγύηση καθολικού ελαχίστου. Συνεπώς θα πρέπει να διατρέξουμε όλο το διάνυσμα καταληψιμότητας για την εύρεση του ελαχίστου. Ανατρέχοντας πάλι στην προηγούμενη παρουσίαση θέλουμε να ελαχιστοποιήσουμε μια $f(b_1, \dots, b_n)$ όπου το κάθε όρισμα είναι της μορφής

$$b_i = b_i(X) = \sum_j t_{i,j} X_j$$

Καθώς διατρέχουμε το διάνυσμα καταληψιμότητας στις δυνατές του τιμές

$$X_1, X_2, \dots, X_k, \dots$$

το ίδιο συμβαίνει και με τα κόστη

$$b_i(X_1), b_i(X_2), \dots, b_i(X_k), \dots$$

Δεδομένου ότι το πρόβλημα έχει λύση υπάρχει ένα k που να τη δίνει. Επίσης αυτό στη διάταξη του κάθε κόστους αντιστοιχεί σε ένα αριθμό S_i και κατ' επέκταση για το i κόστος υπάρχει αριθμός T_i ώστε το S_i (λόγω πιθανών επαναλήψεων $T_i \neq S_i$) να βρίσκεται στις ελάχιστες πρώτες τιμές. Αυτή είναι και η λογική του αλγορίθμου των ελαχίστων k -μονοπατιών. Η επίλυσή του γίνεται ή με τον κλασικό αλγόριθμο που περιγράφεται στην αναφορά [130], ή με τον αλγόριθμο του Yen [156], [157] όταν θέλουμε τα μονοπάτια να μην έχουν επαναλήψεις είτε με την προχωρημένη τεχνική που παρουσιάζεται στον Erpstein [158]. Σπεύδουμε να παρατηρήσουμε ότι δεν είναι προφανές ποιο κόστος πρέπει να επιλεγεί για να δώσει το ελάχιστο T_i ούτε και πως να το επιλέξουμε. Επίσης η μεθοδολογία χρησιμοποιείται και σε περιπτώσεις διαφορετικές της προηγούμενης ως μιας προσεγγιστικής μεθόδου. Στην πράξη υπολογίζεται το blocking για διάφορα k σε προσομοιώσεις και η τιμή που δεν δίνει αισθητή περαιτέρω βελτίωση επιλέγεται. Επίσης σπεύδουμε να αναφέρουμε ότι υπάρχουν και άλλες ευριστικές αυτής της μορφής που δίνουν πολύ καλύτερα αλλά προσεγγιστικά αποτελέσματα όπως η αναφορά [159]. Η μεθοδολογία αυτή χρησιμοποιείται εκτενώς ακόμη και για το offline πρόβλημα [160] (network planning εφαρμογή), [161],[162],[163], [164] με διάφορους βαθμούς επιτυχίας. Είναι προφανές ότι μια τέτοια αντιμετώπιση λόγω του ότι τυπικά είναι ανάλογη του k πάσχει για μεγάλα δίκτυα από προβλήματα χρόνου εκτέλεσης παρά τις βελτιστοποιημένες μεθόδους. Γενικά δε συνίσταται

για το online πρόβλημα. Ωστόσο στην αναφορά [165] περιγράφεται μια μεθοδολογία η οποία μπορεί να χρησιμοποιηθεί σε online προβλήματα. Η συγκεκριμένη αναφορά βρίσκει όλα τα edge-disjoint paths ενός ζεύγους κόμβων και μάλιστα σε πολυωνυμικό χρόνο αντί για τη συνήθη πρακτική των k -ελαχίστων. Το πλεονέκτημα είναι τεράστιο και παρέχει την ευκολία ολοκλήρωσης σε frameworks. Οι extended εκδοχές των αλγορίθμων που παρουσιάζουμε βασίζονται σε αυτή την αναφορά.

8.3.3 Απευθείας επίλυση του πλήρους προβλήματος

Όπως έχει ήδη φανεί το πρόβλημα προς επίλυση είναι πάρα πολύ δύσκολο. Η πλέον διαδεδομένη μέθοδος επίλυσης τέτοιων προβλημάτων είναι μια πιθανοτική απαρίθμηση των δυνατών λύσεων με γνώμονα τη συνεχή ελαχιστοποίηση του κόστους. Αν και φαινομενικά αυτές οι μεθοδολογίες δείχνουν ότι δεν κάνουν τίποτε περισσότερο από μια αναζήτηση στον τεράστιο χώρο των λύσεων, αυτό γίνεται με οργανωμένο τρόπο και έχουν καλύτερες πιθανότητες να βρουν το καθολικό ελάχιστο αντί να παγιδευτούν σε τοπικά. Επίσης όντας μετα-ευριστικές έχουν γενικότερη εφαρμοσιμότητα και συνεπώς είναι καλύτερα κατανοημένες. Αυτά τα τελευταία στοιχεία οφείλονται και στο γεγονός της ύπαρξης υλοποιήσεων οι οποίες κατασκευάζονται για διάφορους σκοπούς. Σπεύδουμε να τονίσουμε ότι και αυτές οι λύσεις είναι κατάλληλες για το offline πρόβλημα με αποτέλεσμα να είναι υπο συζήτηση η εφαρμοσιμότητά τους για online εφαρμογές. Ωστόσο είναι κατάλληλες για σύγκριση αποτελεσμάτων. Δεν είναι δυνατό να αναλύσουμε όλες αυτές τις πρακτικές ωστόσο παραθέτουμε μια (όχι πλήρη) βιβλιογραφική επισκόπησή τους. Ο αλγόριθμος ACO (Ant Colony Optimization) ήταν από τους πρώτους αλγορίθμους που δημιουργήθηκαν με την τεχνική Multi-Agent συστημάτων και είχαν σχέση με τα προβλήματα δρομολόγησης. Η πλέον διαδεδομένη εφαρμογή έγκειται στην επίλυση του TSP (Travelling Salesman Problem) προβλήματος [166] ([167] δυναμικό πρόβλημα). Ήταν πλέον θέμα χρόνου η εφαρμογή τους σε προβλήματα Qos [168],[169] και κατ' επέκταση σε προβλήματα δρομολόγησης κάτω από impairments [170], [171], [172]. Στην αναφορά [173] χρησιμοποιείται ένας αλγόριθμος GA (Genetic Algorithm) για την επίλυση του προβλήματος της δρομολόγησης με σκοπό τη μείωση του blocking και τη βελτίωση της χρήσης των πόρων. Απλά φαινόμενα όπως ASE και PMD λαμβάνονται υπόψη. Ο αλγόριθμος αυτός είναι πολύ απλοϊκός για την αντιμετώπιση των προβλημάτων της παρούσας διατριβής ωστόσο προσφέρεται για επεκτάσεις. Στο ίδιο πνεύμα η αναφορά [174] χρησιμοποιεί Tabu Search για να ρυθμίσει υπολογίσει την παράμετρο k σε έναν αλγόριθμο k -shortest path με σκοπό τη μείωση του blocking. Μια διαφορετική προσέγγιση υιοθετείται στην αναφορά [175].

8.4 Φράγματα για την απόσταση

Η προηγούμενη συζήτηση και μεθοδολογία αποκαλύπτει δυο βασικά προβλήματα.

Το πρώτο είναι ότι μια πλήρης προσομοίωση με impairments θα αυξήσει κατα πολύ το χρόνο εκτέλεσης. Δεύτερον, οι αλγόριθμοι που χρησιμοποιούμε αποτελούν απλές επεκτάσεις ήδη υπάρχοντων οι οποίοι δεν μπορούν να λύσουν ακριβώς το πρόβλημα. Αυτό οφείλεται στην πολυπλοκότητα του αναλυτικού μοντέλου. Επίσης δε είναι δυνατό να φανεί πέραν της προσομοίωσης πώς τα impairments μπορούν να μειώσουν τους ελεύθερους πόρους. Η απλοϊκή προσέγγιση του άνω φράγματος του πλήθους των spans αποτελεί μια πολύ χονδροειδή προσέγγιση η οποία όμως αφαιρεί τον ακριβό υπολογισμό των impairments κατά το χρόνο εκτέλεσης. Θα προσπαθήσουμε να απαντήσουμε στα ερωτήματα αυτά και να παράσχουμε μια πιο ευέλικτη λύση. Η λύση αυτή θα χρησιμοποιήσει το αναλυτικό μοντέλο με τρόπο περισσότερο αποδοτικό αλλά για να δώσει μια ποιοτική εικόνα. Έτσι θα έχουμε μια εποπτεία trade-off απόστασης μετάδοσης και πόρων διαθέσιμων προς κατανάλωση. Η παραδοχή που κάνουμε είναι ότι όλες οι ακμές έχουν κατα προσέγγιση το ίδιο μήκος σε spans. Αν και τεχνητή αυτή η παραδοχή, φαίνεται από τη θεωρία ότι είναι η μόνη που θα μπορούσε να δώσει μια καθαρή εικόνα στην εσωτερική λειτουργία ενός δικτύου με impairments.

Τότε ο παράγοντας Q μπορεί να δοθεί ως μια συνάρτηση

$$Q = F(N, X)$$

όπου $X = (X_i)_{1 \leq i \leq M}$ είναι το boolean διάνυσμα καταληψιμότητας και N το πλήθος των hops. Διάφορες κατανομές των καταλήψεων και ισοδύναμα τιμών του X δίνουν διάφορες τιμές του Q . Κάποια από αυτές είναι λογικό ότι θα δώσει ένα μέγιστο. Δεν αποτελεί εφικτή λύση η εύρεση της συγκεκριμένης βέλτιστης κατανομής για τρεις λόγους :

1. Ευαισθησία σε τιμές παραμέτρων.
2. Ευαισθησία στην ακρίβεια του μοντέλου.
3. Εκθετική εξάρτηση από το M του χώρου αναζήτησης (2^M).

Η βασική ιδέα είναι ότι θα για ένα μεγάλο πλήθος από δυνατά hops θα προσπαθήσουμε να βρούμε μια “καλή” κατανομή καταλήψεων με σκοπό να έχουμε παράγοντα Q πάνω από ένα κατώφλι. Με την έννοια “καλή” υπονοούμε ότι θα πρέπει να δίνεται από κάποιον “λογικό” αλγόριθμο που θα μπορεί να υλοποιηθεί σχετικά εύκολα. Ας παρουσιάσουμε το αλγόριθμο που χρησιμοποιούμε για να βρούμε την καλή κατανομή.

Αλγόριθμος

Θεωρούμε αρχικά την ίνα άδεια. Έστω $X=(X_i)_{1 \leq i \leq M}$ το διάνυσμα των δεσμεύσεων που αρχικά το αρχικοποιούμε στο μηδενικό.

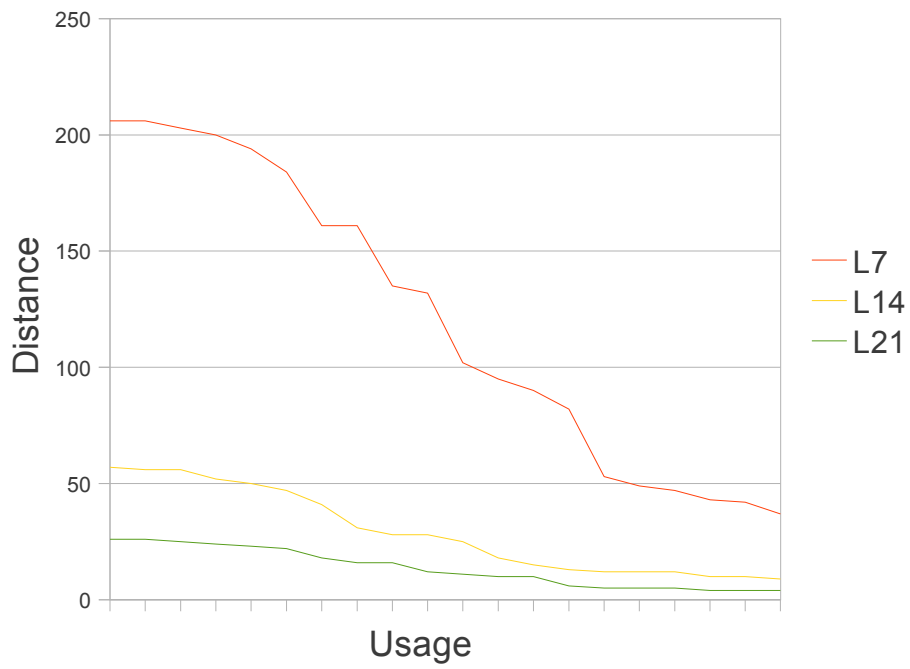
Επαγωγικό βήμα

- Θεωρώντας ότι έχουμε δεσμεύσει τα προηγούμενα “καλά” μήκη κύματος βρίσκουμε το επόμενο “καλό” με την εξής διαδικασία. Δεσμεύουμε κάποιο από τα υπόλοιπα που έχουν τιμή 0 στο διάνυσμα των καταλήψεων.
- Αν ο παράγοντας Q δεν είναι πάνω από το επιθυμητό κατώφλι προχωράμε στο επόμενο ελεύθερο αποδεσμεύοντας το υποψήφιο.
- Αν ο παράγοντας Q είναι πάνω από το κατώφλι υπολογίζουμε τον παράγοντα Q των προηγούμενων “καλών” μηκών κύματος.
- Αν κάποιο από αυτά έχει παράγοντα Q κάτω από το κατώφλι τότε προχωρούμε στο επόμενο ελεύθερο αποδεσμεύοντας το υποψήφιο.
- Στη αντίθετη περίπτωση είναι μια “καλή εκτίμηση”.

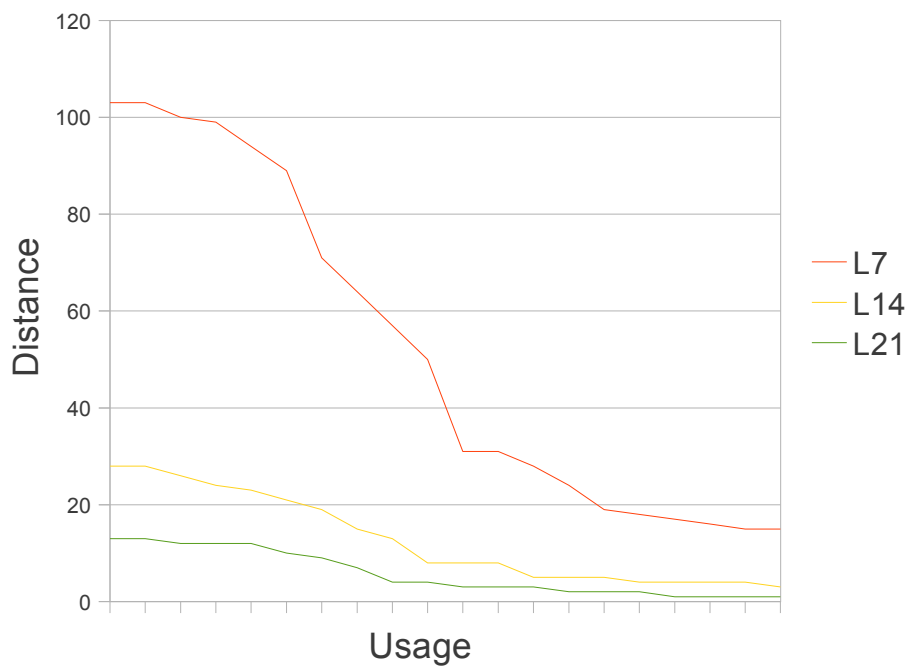
Αλγόριθμος 7: Προσέγγιση φραγμένης απόστασης

Στα επόμενα δυο σχήματα έχουμε τις γραφικές παραστάσεις του πλήθους καταληψιμότητας για τις κατανομές που δίνει ο αλγόριθμος για διάφορα κατώφλια $T=21,14,7$, $M=40,20$ και για μήκος ίνας 2,4.

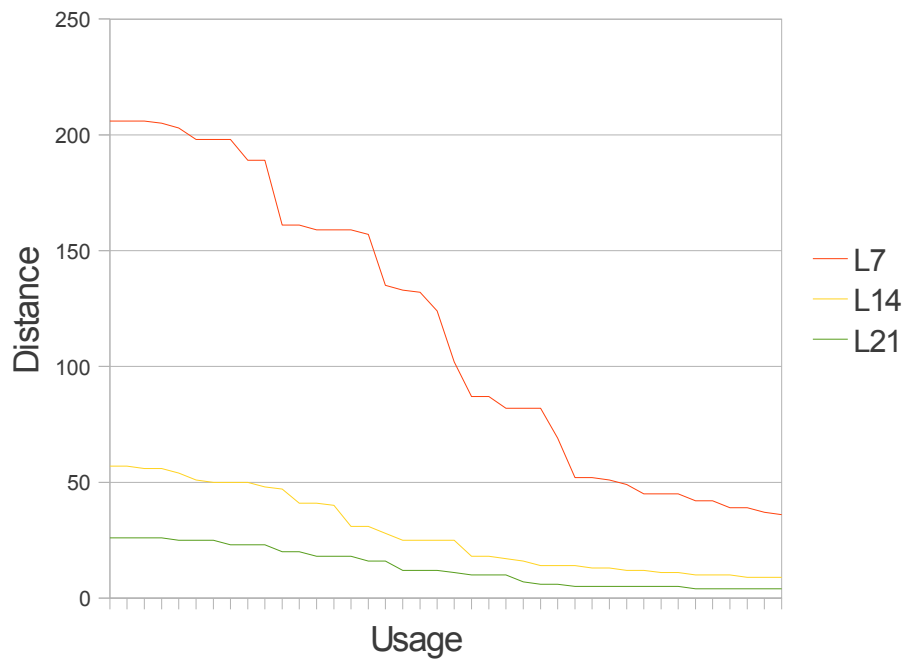
N=2,M=20



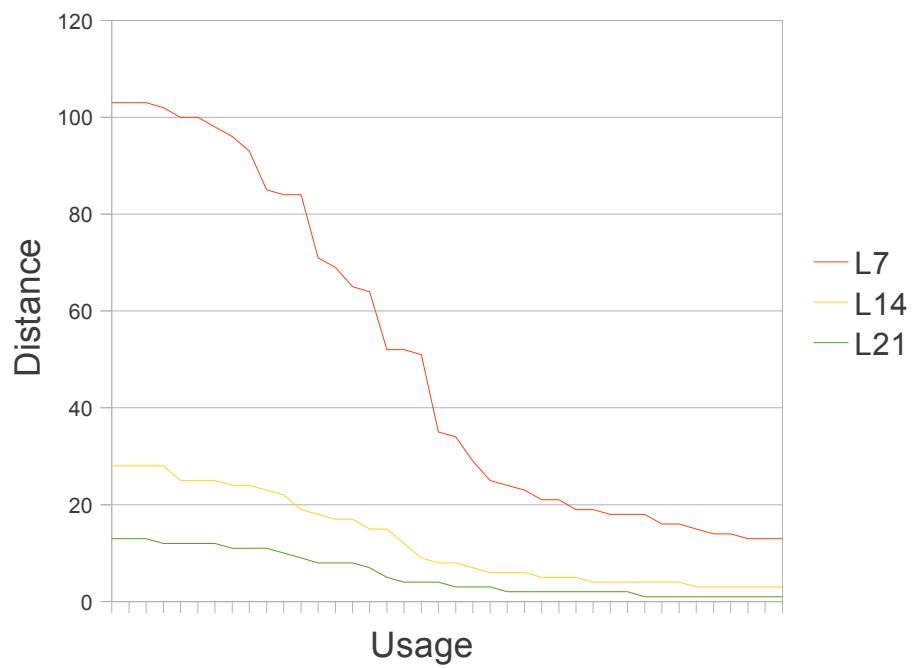
D=4,M=20



D=2,M=40



D=4,M=40



Usage	M0	M1	M2	M3	M4	M5	M6	M7	M8	M9	M10	M11	M12	M13	M14	M15	M16	M17	M18	M19
0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	1	0	0	0	0	0	0	0	0	0	1
1	0	0	0	0	0	0	0	0	0	1	0	0	0	0	0	0	0	0	0	1
2	0	0	0	1	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	1	0	0	0	0	1
3	1	0	0	0	0	0	1	0	0	0	0	0	0	0	1	0	0	0	0	1
4	0	1	0	0	0	1	0	0	0	0	1	0	0	0	0	1	0	0	0	1
5	1	0	0	1	0	0	0	1	0	0	0	1	0	0	0	0	1	0	0	1
6	1	0	1	0	0	1	0	0	0	1	0	0	0	1	0	0	1	0	0	1
7	1	0	1	0	0	1	0	0	1	0	1	0	0	1	0	0	1	0	0	1
8	1	0	1	0	0	1	0	1	0	1	0	1	0	1	0	0	1	0	0	1
9	1	0	1	0	1	0	1	0	0	1	0	1	0	1	0	1	0	1	0	1
10	1	0	1	1	0	1	0	1	1	0	1	1	0	1	0	1	0	1	0	1
11	1	0	1	1	0	1	0	1	1	0	1	1	0	1	0	1	0	1	0	1
12	0	1	1	0	1	1	0	1	0	1	1	0	1	1	0	1	1	0	1	1
13	1	1	1	0	1	1	0	1	1	0	1	1	0	1	1	0	1	1	0	1
14	1	1	1	0	1	1	1	1	1	0	1	1	0	1	1	0	1	1	0	1
15	1	1	1	1	1	1	1	0	1	1	1	1	0	1	0	1	1	1	0	1
16	1	1	1	1	1	1	1	1	1	0	1	1	1	0	1	1	1	1	0	1
17	1	1	1	1	1	1	1	1	0	1	1	1	1	1	1	1	0	1	1	1
18	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1
19	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1

Από τα παραπάνω σχήματα μπορεί κανείς να παρατηρήσει ότι έχουμε μια σαφή μείωση της απόστασης μετάδοσης ανάλογα με το πλήθος πόρων που χρησιμοποιούμε. Συνεπώς για συγκεκριμένο κατώφλι T παίρνουμε μια συνάρτηση

$$N=f(|X|;T)$$

η οποία συσχετίζει τη χρήση πόρων με την απόσταση μετάδοσης. Ο πίνακας κατανομής μπορεί να χρησιμοποιηθεί ως πίνακας αναφοράς και συνεπώς μετασχηματίζει την καταληψιμότητα της μορφής 1,2,3,... στην κατάλληλη για μετάδοση ανακτώντας έτσι την έννοια της γραμμικής καταληψιμότητας. Πρέπει να τονίσουμε ότι σε δίκτυα με συνέχεια κύματος αυτή η σχέση δεν είναι ακριβής αλλά μπορεί να αποδειχθεί πολύτιμη αν επιτρέψουμε τη μετατροπή κύματος (μαζί βέβαια με τα μη γραμμικά φαινόμενα που τη συνοδεύουν). Η έλλειψη ακρίβειας προέρχεται από το γεγονός ότι η κατανομή της καταληψιμότητας δεν είναι ίδια σε όλη τη διαδρομή αλλά επίσης και σε μια ίνα δεν είναι απαραίτητα η κατανομή να είναι γραμμική (διαδοχική). Όσο μεγαλύτερα τα κενά τόσο μεγαλύτερη η απόκλιση από την εκτίμηση. Η καμπύλη απόστασης-διάθεσης πόρων θέτει ένα θεμελιώδες όριο στο κέρδος που μπορούμε να έχουμε από ένα οπτικό δίκτυο. Αν και 40 κανάλια μπορούν να διατεθούν αυτά δεν μπορούν να μεταφέρουν πληροφορία σε όσο γίνεται μεγάλες αποστάσεις με αποτέλεσμα να είμαστε υποχρεωμένοι να θυσιάσουμε εύρος ζώνης.

8.5 Απλοποιήσεις σε μεγέθη αρχείων και στον υπολογισμό.

Όπως είδαμε μια αποτελεσματική μέθοδος για την επίτευξη της προσομοίωσης σε λογικό χρόνο είναι ο υπολογισμός των διαφόρων σταθερών πριν την εκτέλεση της προσομοίωσης. Βέβαια το μέγεθος του αρχείου παίζει σημαντικό ρόλο. Στην περίπτωση που εξετάζουμε δεν υπάρχει παρά ένα αρχείο για συγκεκριμένο μήκος ίνας και πλήθος μηκών κύματος. Ωστόσο κάθε ίνα διαχειρίζεται τις σταθερές με αυτόνομο τρόπο κάτι που προκαλεί πολλαπλά προβλήματα. Το πλέον μεγάλο πρόβλημα είναι η ίδια η διαχείριση των σταθερών η οποία πρέπει να είναι όσο το δυνατόν ταχεία. Επίσης το πλήθος των σταθερών παίζει ρόλο. Μια τυπική περίπτωση αρχείου το οποίο αντιστοιχεί στις παραμέτρους $D=7$ και $M=40$ είναι περί τα 300KB. Συνεπώς ο κάθε διαχειριστής θα πρέπει να φορτώσει στη RAM του συστήματος 300KB τουλάχιστον. Για μια προσομοίωση ενός δικτύου τόρου με πλήθος 10 κόμβων ανά πλευρά χρειάζεται 400 ακμές. Αν θελήσουμε το δίκτυό μας να ξεκινάει σε φορτίο 1Erlang με Blocking Probability ίση με 0 θα πρέπει κάθε ακμή να τριπλασιαστεί. Καταλήγουμε σε 1200 ακμές. Τελικά το ελάχιστο που θα μπορούσε να φορτωθεί στη μνήμη του συστήματος είναι $1200 \times 300 = 108$ Megabytes. Παρατηρώντας τα μεγέθη των αρχείων βλέπουμε ότι οι σταθερές που παίρνουμε μεταβάλλονται από τιμή 10 μέχρι τιμή 100000. Μάλιστα οι σταθερές οι οποίες είναι κάτω από 100 αποτελούν τη συντριπτική πλειοψηφία. Πάνω από το 90% έχουν τιμές κάτω από 500. Συνεπώς αν και δεν μπορούν να αγνοηθούν γιατί αθροιστικά είναι πιθανό να έχουν μια σημαντική συμβολή μας δημιουργούν πρόβλημα αφού αυξάνουν τη χρήση μνήμης μας και το χρόνο εκτέλεσης. Μια πιθανή λύση στο πρόβλημα είναι να αθροίσουμε τη συνεισφορά τους στους όρους μηδενική τάξης. Ωστόσο χάνουμε στη δυναμικότητα της προσέγγισης και ενδεχομένως κάνουμε μια πολύ δυσχερή εκτίμηση στην τιμή του παράγοντα Q . Η λύση που υιοθετούμε είναι να τις αθροίσουμε στους συντελεστές πρώτης τάξης με ένα κατάλληλο βάρος. Οπότε αν για μια σταθερά δεύτερης τάξης $c_{i,j}^{(2)}(n) < T$ (με άλλα λόγια είναι αρκούντως μικρή) τότε

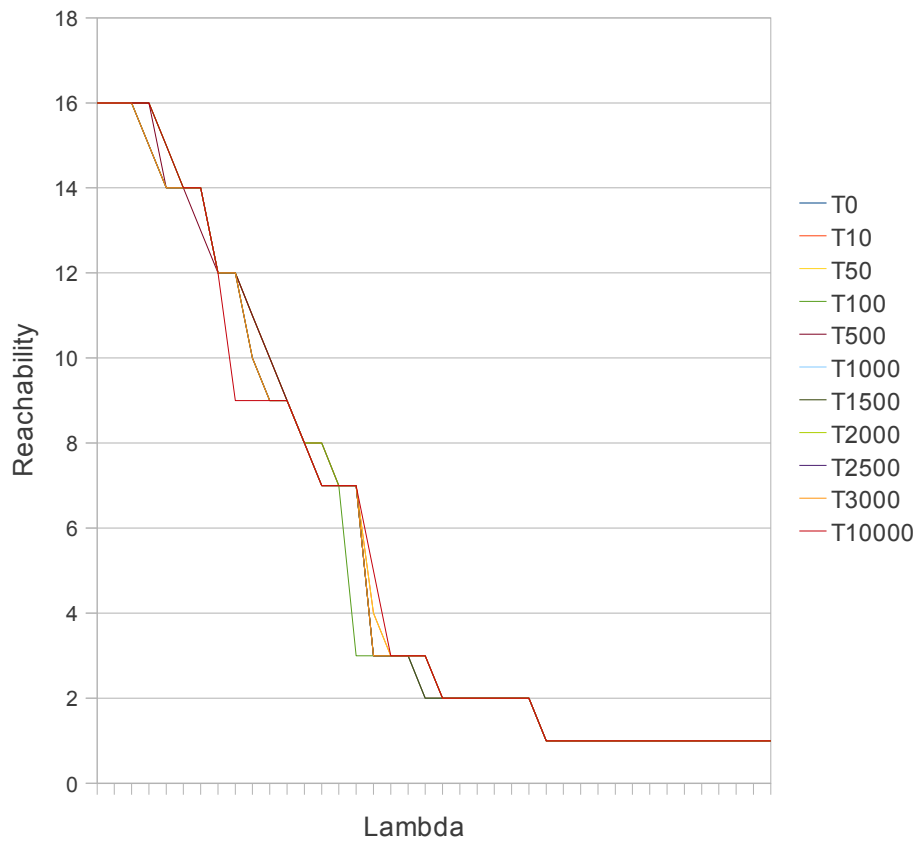
$$c_i^{(1)}(n) := c_i^{(1)}(n) + \frac{1}{2} c_{i,j}^{(2)}(n) \quad \text{και} \quad c_j^{(1)}(n) := c_j^{(1)}(n) + \frac{1}{2} c_{i,j}^{(2)}(n)$$

ενώ για τις σταθερές τρίτης τάξης

$$c_i^{(1)}(n) := c_i^{(1)}(n) + \frac{1}{3} c_{i,j,k}^{(3)}(n) \quad , \quad c_j^{(1)}(n) := c_j^{(1)}(n) + \frac{1}{3} c_{i,j,k}^{(3)}(n) \quad , \quad c_k^{(1)}(n) := c_k^{(1)}(n) + \frac{1}{3} c_{i,j,k}^{(3)}(n) \quad .$$

Ένας τρόπος αξιολόγησης και εκτίμησης της τιμής του κατωφλίου T μπορεί να εξαχθεί από την απόσταση που μπορεί να φτάσει το κάθε μήκος κύματος για δεδομένο κατώφλι ποιότητας και τιμής D . Η επόμενη γραφική παράσταση δίνει τη μεταβολή του κανονικοποιημένου προφίλ πόρων για διάφορες τιμές T καθώς και το μέγεθος των αρχείων.

Profile versus threshold



Threshold	FileSize
0	280215
10	152451
50	90813
100	70252
500	38060
1000	29403
1500	26900
2000	25357
2500	24721
3000	23926
10000	18780

Πίνακας 3: Μεγέθη αρχείων με βάση το κατώφλι άθροισης

Έχοντας μικρύνει κατά πολύ το πλήθος των σταθερών που χρειάζονται για την υλοποίηση του ελεγκτή ποιότητας υπηρεσίας μένει να βρούμε έναν αποδοτικό τρόπο για τη διαχείριση των σταθερών. Η απλοϊκή προσέγγιση συνίσταται στον υπολογισμό γραμμικών όρων που προστίθενται στο συνολικό θόρυβο. Συνεπώς θα πρέπει να υπολογίζουμε πλειογραμμικούς όρους 2 και 3 τάξης της μορφής

$c_{i,j}^{(2)}(n)x_i x_j$ και $c_{i,j,k}^{(3)}(n)x_i x_j x_k$. Αυτό γενικά δεν είναι πρακτικό αφού θα πρέπει όχι μόνο να χρησιμοποιούμε τις κατάλληλες σταθερές (όταν δεσμεύεται το μήκος κύματος l και υπολογίζουμε την επιρροή του πάνω στο n) αλλά και να ανακτούμε τους όρους που σχετίζονται με την καταληψιμότητα. Συνεπώς θα πρέπει να βρούμε μια υλοποίηση η οποία πραγματικά θα μας επιτρέπει γρήγορους υπολογισμούς. Το υπόλοιπο της ενότητας είναι αφιερωμένο σε αυτήν την περιγραφή. Θα περιγράψουμε τις δομές που θα χρησιμοποιήσουμε με τη μορφή λίστας κώδικα σε JAVA ο οποίος επιτρέπει την καλύτερη κατανόηση και περιγραφή. Η τεχνική που θα ακολουθήσουμε βασίζεται στο reference counting.

```
package opticalSimulator;
public class speedTuple
{
    /** Creates a new instance of multiLinearTuple */
    public long noise;
    public int myRefCount;
    public int target;
    public int order;
    public speedTuple(long anoise,int atarget,int anorder)
    {
        noise=anoise;
        target=atarget;
        order=anorder;
        myRefCount=0;
    }

    public speedTuple duplicate()
    {
        return new speedTuple(nois,target,order);
    }
}
```

Ο τύπος δεδομένων speedTuple είναι η βασική αποθηκευτική μονάδα για την πληροφορία που θα χρειαστούμε. Τα βασικά στοιχεία της είναι ο θόρυβος που αποτελεί τη σταθερά θορύβου, η τάξης της σταθεράς, δηλαδή αν είναι 2ης ή 3ης τάξης και σε ποιο κανάλι απευθύνεται. Τέλος ο myReCounter τύπος αποτελεί το

reference counting δείκτη. Ο δείκτης αυτός δείχνει πόσα κανάλια απο αυτά που συσχετίζονται με τη σταθερά είναι δεσμευμένα. Αν η τάξη γίνει ίση με το δείκτη ξέρουμε ότι η σταθερά θα συνεισφέρει στο θόρυβο. Είναι προφανές ότι δέσμευση ενός των σχετιζόμενων καναλιών αυξάνει τη σταθερά κατά 1 και αποδέσμευση τη μειώνει κατά 1. Το πως γίνεται η συσχέτιση με τα αντίστοιχα κανάλια γίνεται με πίνακες από speedTuples ανά κανάλι. Οι πίνακες αυτοί περιέχουν δομές δεύτερης ή τρίτης τάξης.

```
public speedTuple[][] runners;
```

Αξίζει να σημειωθεί ότι η πρώτη διάσταση της μεταβλητής runners είναι ίση με τον αριθμό των καναλιών. Για την πλήρη περιγραφή θα χρειαστούμε και τον ορισμό των όρων πρώτης τάξης.

```
public long first_order_terms[][];
```

Τώρα πλέον μπορούμε να δώσουμε τον αλγόριθμο υπολογισμού του θορύβου στην περίπτωση δέσμευσης και αποδέσμευσης ενός καναλιού προς όλα τα υπόλοιπα.

```
public void reserveLambda(int a)
{
    for(int i=0;i<lambdas;i++)
    {
        this.impactts[i]=this.first_order_terms[i][a];
    }

    for(speedTuple x : this.runners[a])
    {
        x.myRefCount++;
        if(x.myRefCount==x.order)
        {
            this.impactts[x.target] += x.nois;
        }
    }
}
```

```
public void deResvLambda(int a)
{
    for(int i=0;i<lambdas;i++)
    {
        this.impactts[i]=this.first_order_terms[i][a];
    }
}
```

```

for(speedTuple x : this.runners[a])
{
    if(x.myRefCounter==x.order)
    {
        this.impactts[x.target] += x.nois;
    }
    x.myRefCounter--;
}
}

```

Είναι φανερή η συμμετρία των δυο περιπτώσεων καθώς και το κέρδος σε ταχύτητα υπολογισμού. Ένα ζήτημα που δεν θίχτηκε είναι η αρχικοποίηση των πινάκων. Ωστόσο ο κώδικάς είναι αρκετά ευνόητος και ο ενδιαφερόμενος αναγνώστης μπορεί να ανατρέξει σε αυτόν.

8.6 Μετρήσεις επιδόσεων σε δίκτυα MPLS.

Η μέτρηση των επιδόσεων ενός αλγορίθμου συνήθως πραγματοποιείται με διάφορες τεχνικές και πλήθος κριτηρίων [176], [177], [77], [178], [95]. Συνήθως ένα κριτήριο δεν επαρκεί για να αξιολογηθεί ένας αλγόριθμος αλλά μια ομάδα κριτηρίων μετράται με σκοπό μια πληρέστερη κατανόηση της λειτουργίας ενός αλγορίθμου και των ωφελειών που αυτός μπορεί να προσφέρει [179]. Η χρήση πολλαπλών κριτηρίων είναι απαραίτητη γιατί στην πραγματικότητα οι διαστάσεις του χώρου καταστάσεων ή και γενικότερα οι διαστάσεις του χώρου των παρατηρήσιμων ποσοτήτων είναι τόσο πολλές που επιβάλλεται για λόγους επισκόπησης η μείωση των διαστάσεων των προς παρουσίαση μεγεθών. Ένα κλασικό παράδειγμα αποτελεί μια συνάρτηση πυκνότητας πιθανότητας με αναλυτική χαρακτηριστική συνάρτηση η οποία γρήγορα μπορεί να μας δώσει τις πληροφορίες που χρειαζόμαστε με τη θεώρηση των ροπών πρώτης και δευτέρας τάξης. Ο χώρος των μετρήσιμων ποσοτήτων είναι απειροδιάστατος (χρειαζόμαστε όλες τις ροπές για την κατανόηση επακριβώς μιας κατανομής πιθανότητας), αλλά στην πλειοψηφία των πρακτικών περιπτώσεων η μείωση σε δυο διαστάσεις των παρατηρήσιμων μεγεθών επαρκεί. Στην περίπτωση ενός δικτύου κατ' ανάλογία δεν είναι επιθυμητή η παρουσίαση όλων των μετρήσιμων ποσοτήτων. Μια ποιοτική ερμηνεία μπορεί κανείς να αντλήσει από τη θεώρηση ενός περιορισμένου πλήθους μέσων όρων. Λόγω της ύπαρξης τοπολογικής πληροφορίας που κωδικοποιείται στη δομή ενός γράφου το πρόβλημά μας περιπλέκεται. Συνεπώς οι μέσοι όροι μας δεν πρέπει να είναι μόνο εργοδικοί αλλά και τοπολογικοί. Για παράδειγμα αν ορίσουμε το ποσοστό των δεσμευμένων πόρων ανά ακμή e την χρονική στιγμή t με τη σχέση

$$R_e(t) = 1 - \frac{M(e, t)}{b_e} ,$$

ενδιαφερόμαστε τόσο για τη μέση τιμή της

$$R = \lim_{T \rightarrow \infty} \frac{1}{T} \frac{1}{|E|} \int_0^T \sum_e R_e(t) dt$$

όσο και για τη διασπορά της που θα δοθεί από τη σχέση

$$(\Delta R)^2 = \lim_{T \rightarrow \infty} \frac{1}{T} \frac{1}{|E|} \int_0^T \sum_e (R_e(t) - R)^2 dt .$$

Οι στατιστικές αυτές μετρήσεις μας επιτρέπουν να κάνουμε σαφέστερη την έννοια της ανακατανομής φορτίου. Στην εργασία αυτή θα ποσοτικοποιήσουμε σε αντίθεση με άλλες προσεγγίσεις την ανακατανομή φορτίου με τη σχέση ΔR . Ο τρόπος αυτός ποσοτικοποίησης της ανακατανομής φορτίου δεν είναι συνήθης. Στην αναφορά [180] η ανακατανομή φορτίου ποσοτικοποιείται με τον απλό ορισμό :

“Δεδομένου ενός δικτύου με κόστη ακμών και απαιτήσεις κίνησης μεταξύ κάθε ζεύγους πηγή-προορισμός (ο αριθμός των lightpaths) που απαιτείται, ανακαλύψτε μια δρομολόγηση των lightpaths ώστε ο συνολικός συνωστισμός του δικτύου να ελαχιστοποιείται”.

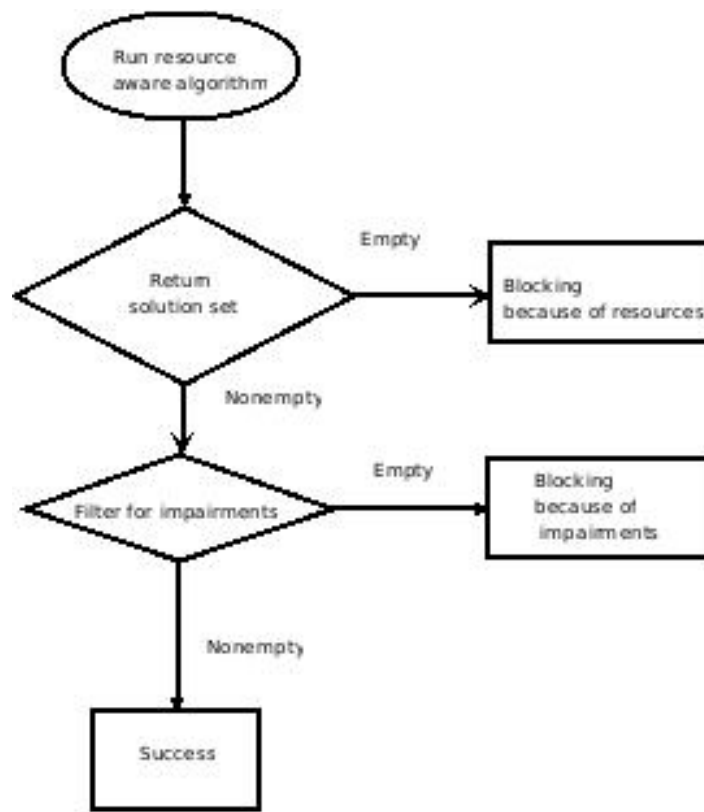
Με άλλα λόγια οι συγκεκριμένοι συγγραφείς θεωρούν ότι η ανακατανομή φορτίου συνίσταται στο ποσοστό χρήσης στις ακμές η με άλλα λόγια στην ποσότητα R . Είναι φανερό ότι η μέση ποσότητα αυτή δεν μπορεί να δείξει τοπολογική πληροφορία για το πώς κατανέμονται οι αιτήσεις και οι συνεπακόλουθες ροές τους σε ένα δίκτυο. Αντιθέτως μια καλύτερη εικόνα μπορεί να πάρει κάποιος από την ποσότητα ΔR .

Από την πλευρά του πελάτη ο οποίος δεν ενδιαφέρεται τόσο για την τοπολογική πληροφορία, σημασία έχει η πιθανότητα blocking που ορίζεται ως η πιθανότητα μια αίτηση που καταφθάνει στο δίκτυο να μην μπορεί να ικανοποιηθεί από αυτό λόγω έλλειψης πόρων. Οι συγγραφείς [67] ορίζουν ένα εναλλακτικό κριτήριο αξιολόγησης αλγορίθμων. Το κριτήριο αυτό είναι η ικανότητα του αλγορίθμου να διοχετεύει εύρος ζώνης και ορίζεται ως το μέσο μέγιστο εύρος ζώνης που μπορεί να δρομολογηθεί ανάμεσα σε ένα ζεύγος. Επίσης ως blocking probability στην αναφορά [181] ορίζεται το ποσοστό του εύρους ζώνης που δε δρομολογείται επί του συνολικού ποσοστού του εύρους ζώνης που αιτείται προς δρομολόγηση. Στην περίπτωση των οπτικών δικτύων αυτό ταυτίζεται με την blocking probability και συνεπώς δε χρειάζεται περαιτέρω επεξεργασία των αποτελεσμάτων μας. Δυστυχώς άλλα μέτρα που είναι χρήσιμα για την παρατήρηση της συμπεριφοράς των οπτικών δικτύων θα παρουσιαστούν στη συνέχεια. Αυτές οι ποσότητες δεν έχουν

κάποια σημασία στα δίκτυα μεταγωγής πακέτου ή στα δίκτυα ATM αλλά είναι μοναδικές για τα οπτικά δίκτυα. Η πρώτη ποσότητα που μετράει τον κατακερματισμό του εύρους ζώνης ορίζεται ως εξής για μια ακμή e με διάνυσμα καταληψιμότητας X

$$frag(e) = \frac{\sum_{i=1}^N X_i}{\max\{i: X_i=1\}}$$

Ας σημειωθεί ότι στην περίπτωση που η ακμή είναι άδεια τότε ο κατακερματισμός θεωρείται ίσος με 1. Η φυσική ερμηνεία αυτής της ποσότητας είναι ότι μετράται η απόκλιση του οπτικού δικτύου από το να θεωρείται ομοιογενώς “γεμάτο”. Αν το δίκτυο είναι ανομοιογενώς γεμάτο τότε δεν κάνει καλή διαχείριση των πόρων αφού αφήνει κενά στις δεσμεύσεις και συνεπώς ανεκμετάλλευτο εύρος ζώνης. Η τελευταία ποσότητα που θα θεωρήσουμε μετράει το αποτέλεσμα των impairments σε ένα δίκτυο. Είναι λογικό η εισαγωγή των impairments να αυξάνει το blocking performance ενός δικτύου. Ωστόσο θα πρέπει να ποσοτικοποιήσουμε την επιρροή. Μια αίτηση οδηγεί ένα αλγόριθμο να δημιουργήσει ένα πλήθος λύσεων, κάποιες από αυτές έχουν κακή ποιότητα υπηρεσίας ή κακή επιρροή σε άλλες συνδέσεις. Αν λόγω έλλειψης πόρων ο αλγόριθμος δεν μπορεί να δώσει απάντηση τότε η αποτυχία οφείλεται αποκλειστικά σε έλλειψη πόρων. Αν όμως δοθεί απάντηση που αν συνυπολογιστούν τα impairments είναι κακή τότε η αποτυχία οφείλεται σε impairments. Γενικά ένας ιδανικός αλγόριθμος που επιστρέφει λύσεις οι οποίες είναι αποδεκτές ως προς τα impairments και δε θα επιστρέφει καμία λύση στην αντίθετη περίπτωση, είναι δύσκολο να ποσοτικοποιήσουμε τη συμπεριφορά του αφού δεν μπορούμε να ξεχωρίσουμε την έλλειψη πόρων από τα impairments. Σε περιπτώσεις όμως που η διαδικασία αποφάσεων ακολουθεί ένα αποσυζευγμένο σχήμα, τότε μπορούμε να έχουμε μια τέτοια αξιολόγηση. Στη συγκεκριμένη περίπτωση μπορούμε να εφαρμόσουμε το παρακάτω σχήμα [129].



Σχήμα 32: Μεθοδολογία υπολογισμού μονοπατιών

9. Ο προσομοιωτής

9.1 Εισαγωγή

Για τη διερεύνηση των προβλημάτων δρομολόγησης σε οπτικά δίκτυα και σε δίκτυα MPLS κρίθηκε απαραίτητη η ανάπτυξη ενός προσομοιωτή. Η ανάπτυξη έγινε στη γλώσσα προγραμματισμού JAVA καθώς τα εργαλεία που παρέχονται είναι Free Open Source Software (FOSS) και αρκετά ώριμα για να επιτρέψουν ένα τέτοιο εγχείρημα. Σκοπός της ανάπτυξης ήταν αφενός μεν να προσομοιωθούν όσο γίνεται περισσότερο οι πραγματικές συνθήκες ανάθεσης και δέσμευσης πόρων αφετέρου δε να υπάρχει η ευελιξία της μελέτης διαφόρων αλγορίθμων. Η προσομοίωση σε αντίθεση με άλλα υπάρχοντα πακέτα δεν αφορά στην ανάπτυξη και την ορθότητα πρωτοκόλλων αλλά στις επιδόσεις αλγορίθμων δρομολόγησης. Ως ένα εργαλείο επιτρέπει στον σχεδιαστή αλγορίθμων την εμβάθυνση τόσο σε διάφορες μαθηματικές ποσότητες που περιγράφουν ένα αλγόριθμο ή τον συγκρίνουν με άλλους, όσο και στη διερεύνηση άλλων ποσοτήτων που η

μαθηματική έρευνα δεν μπορεί στην παρούσα φάση να δώσει ικανοποιητική περιγραφή. Για παράδειγμα το load balancing που μπορεί να προσφέρει ένας αλγόριθμος μπορεί να περιγραφεί ποιοτικά αλλά όχι και ποσοτικά με μοναδικό τρόπο. Η ανεξαρτησία των δεσμεύσεων σε διαφορετικά μήκη κύματος σε μια ίνα μπορεί να ελεγχθεί με τα στατιστικά στοιχεία που παρέχει ο προσομοιωτής. Η προσομοίωση συνεπώς μπορεί να προσφέρει πολύτιμες πληροφορίες που μπορούν να χρησιμοποιηθούν για την ανάπτυξη μιας ικανοποιητικής μαθηματικής θεωρίας. Στην περίπτωση ενός NP-complete προβλήματος μπορούμε να συγκρίνουμε το βαθμό προσέγγισης από μια πολυωνυμική ευριστική πάλι με τη χρήση του προσομοιωτή. Συνοψίζοντας μπορούμε να πούμε ότι ανάπτυξη του προσομοιωτή έγινε με γνώμονα

1. Τη διερεύνηση της διαχείρισης πόρων που προσφέρεται από διάφορους αλγορίθμους.
2. Τη μέτρηση ποσοτήτων που χαρακτηρίζουν ένα αλγόριθμο.
3. Τη σύγκριση πολυωνυμικών ευριστικών με το ακριβές πρόβλημα.
4. Την επαλήθευση παραδοχών σε διάφορα αναλυτικά μοντέλα.

Στα επόμενα κεφάλαια θα δοθούν, μια ανασκόπηση των παρόντων προσεγγίσεων, οι σχεδιαστικές αποφάσεις για την ανάπτυξη του προσομοιωτή, η αρχιτεκτονική του προσομοιωτή, η παραμετροποίηση του προσομοιωτή καθώς και η μεθοδολογία μετρήσεων που ακολουθήθηκε. Θα αναφερθούμε συνοπτικά για λόγους πληρότητας στα τμήματα του προσομοιωτή που αφορούν στο καθαρό MPLS τμήμα του αφού αντιστοιχούν σε ένα οπτικό δίκτυο με πλήρη μετατροπή κύματος. Τέλος θα γίνει εκτενής παράθεση τμημάτων κώδικα που περιγράφουν την εσωτερική λειτουργία του προσομοιωτή. Η παράθεση αυτή είναι αναπόφευκτη για την τεκμηρίωσή του αφού μπορεί να χρησιμοποιηθεί και ως οδηγός για την υλοποίηση modules αλγορίθμων από ενδιαφερόμενους ερευνητές.

9.2 Ανασκόπηση παρόντων προσεγγίσεων

Η ιδέα του προσομοιωτή ενός δικτύου δεν είναι καινούρια [182]. Για την ακρίβεια πλέον υπάρχουν αρκετά πακέτα προσομοίωσης δικτύων επικοινωνιών. Η ανάγκη για προσομοιωτές είναι στην παρούσα εποχή μεγαλύτερη από ποτέ. Μάλιστα υπάρχει ανάγκη για εξειδικευμένους προσομοιωτές όπως θα δούμε. Οι προσομοιωτές είναι χρήσιμοι σε περιπτώσεις σχεδιασμού και επαλήθευσης ορθής λειτουργίας. Αυτό δεν είναι τυχαίο αφού μια λάθος εκτίμηση μπορεί να στοιχίσει τεράστια χρηματικά ποσά στην ανάπτυξη ενός προϊόντος. Είναι γενικά ανεδαφικό να σχεδιάζεται ένα προϊόν με εκτιμήσεις αν μπορούμε να προσομοιώσουμε τη λειτουργία του εκ των προτέρων και να αποφύγουμε καίρια λάθη τα οποία θα μπορούσαν να καταστρέψουν την ορθή λειτουργία. Μάλιστα η εκτέλεση ενός ολόκληρου έργου μπορεί να διαρκέσει πολλά χρόνια οπότε η μείωση του ρίσκου εγγύησης του τελικού αποτελέσματος είναι επιθυμητή. Οι προσομοιωτές λειτουργούν ως παροχείς μετρήσεων για βελτίωση του σχεδιασμού. Συνήθως αποτελούν πρόκληση του ιδίου μεγέθους με το τελικό έργο και οι απαιτήσεις σε

ακρίβεια λόγω απλοποιήσεων μπορεί να μην εκπληρώνονται αλλά να είναι απαραίτητος ο συνδυασμός εμπειρίας, πραγματικών μετρήσεων και καλής γνώσης του περιβάλλοντος προς προσομοίωση. Όσοι περισσότεροι παράγοντες λαμβάνονται υπόψιν τόσο περισσότερο μειώνεται το ρίσκο. Η ραγδαία ανάπτυξη των μοντέρνων υπολογιστών ως επί το πλείστον βασίστηκε στο παρελθόν σε προσομοιωτικές απαιτήσεις και όχι τόσο στις εφαρμογές γραφείου. Η διαχείριση των δικτύων επικοινωνιών με την τεράστια χωρητικότητα που παρέχουν θα πρέπει να είναι αποτελεσματική με σκοπό τη μείωση του κόστους που προέρχεται από άσκοπες αναβαθμίσεις στη χωρητικότητα. Συνεπώς οι προσομοιωτές θα μπορούσαν να χρησιμοποιηθούν για την πρόβλεψη των πολιτικών διαείρισης πριν την εφαρμογή τους. Υπάρχει ήδη ένας σημαντικός αριθμός από δικτυακούς προσομοιωτές. Η πλειοψηφία είναι γενικού σκοπού που αποτελούνται από εκατοντάδες από modules που επιτρέπουν στους χρήστες να προσομοιώνουν δίκτυα διαφορετικών τεχνολογιών (LAN, δορυφορικά, ασύρματα). Συνήθως οι προσομοιωτές αυτού του τύπου έχουν πολλές και πλούσιες βιβλιοθήκες με μοντέλα από πραγματικό δικτυακό εξοπλισμό και υλοποιούν πραγματικά πρωτόκολλα. Ο χρήστης μπορεί πέρα από τη χρήση υπαρχόντων να αναπτύξει και δικά του. Η τεράστια ευελιξία φέρνει και μεγάλο όγκο γνώσης τον οποίο πρέπει να αποκτήσει ο χρήστης. Ο νέος χρήστης έρχεται αντιμέτωπος με μια απότομη μαθησιακή καμπύλη ώστε να προσομοιώνει γεγονότα σε επίπεδο πακέτου. Οι προσομοιωτές OPNET [183] και NS-2 [184] ανήκουν σε αυτήν την κατηγορία. Το πακέτο ανοικτού κώδικα OMNET++ [185] που αποτελείται από modules τα οποία συνδυάζονται με κατάλληλη διαστρωματωμένη αρχιτεκτονική είναι ένα άλλο παράδειγμα πιο αφηρημένου τρόπου προσομοίωσης δικτυακών γεγονότων το οποίο λόγω της γενικευμένης δομής του μπορεί να χρησιμοποιηθεί και σε άλλες εφαρμογές όπως έλεγχος διεργασιών, δίκτυα ουρών και αρχιτεκτονικές hardware. Μπορεί επίσης να χρησιμοποιηθεί για προτυποποιημένα δικτυακά πρωτόκολλα αλλά και για custom πρωτόκολλα. Ένα βασικό του μειονέκτημα είναι η χρήση της γλώσσας C++ που δε διευκολύνει τη φορητότητα. Οι προηγούμενοι προσομοιωτές λόγω της γενικότητάς τους προκαλούν μεγάλο overhead με αποτέλεσμα τη μεγάλη επένδυση τεχνολογίας και την έλλειψη βάθμωσης. Η χρήση agents για διαχείριση δικτύων κάνει σταδιακά την εμφάνισή του στο χώρο των δικτυακών προσομοιωτών. Ένας αντιπρόσωπος που κάνει εφαρμογή τεχνικών DAI (Distributed Artificial Intelligence) μέσω multi-agent systems παρουσιάζεται στην αναφορά [186]. Μάλιστα ο συγκεκριμένος προσομοιωτής διαχειρίζεται μια overlay τοπολογία και ουσιαστικά μετράει ποσότητες που αφορούν στο traffic management όπως το blocking probability. Επιπλέον διαχειρίζεται γεγονότα όπως αφίξεις αιτήσεων και βλάβες. Την ίδια φιλοσοφία ακολουθεί και ο προσομοιωτής [187] που βασίζεται στην πλατφόρμα JADE για distributed agents. Τα βασικά μειονεκτήματα των agent-based συστημάτων είναι ότι οι κόμβοι αποτελούν agents με αποτέλεσμα τη χρήση πολλαπλών threads τα οποία είναι απαγορευτικά για προσομοίωση μεγάλων δικτύων. Η συγκεκριμένη διατριβή επηρεάστηκε αποφασιστικά από την αναφορά [188] και ενοποιεί τις προηγούμενες προσεγγίσεις αλλά σε μικρότερο βαθμό.

9.3 Σχεδιαστικές αποφάσεις

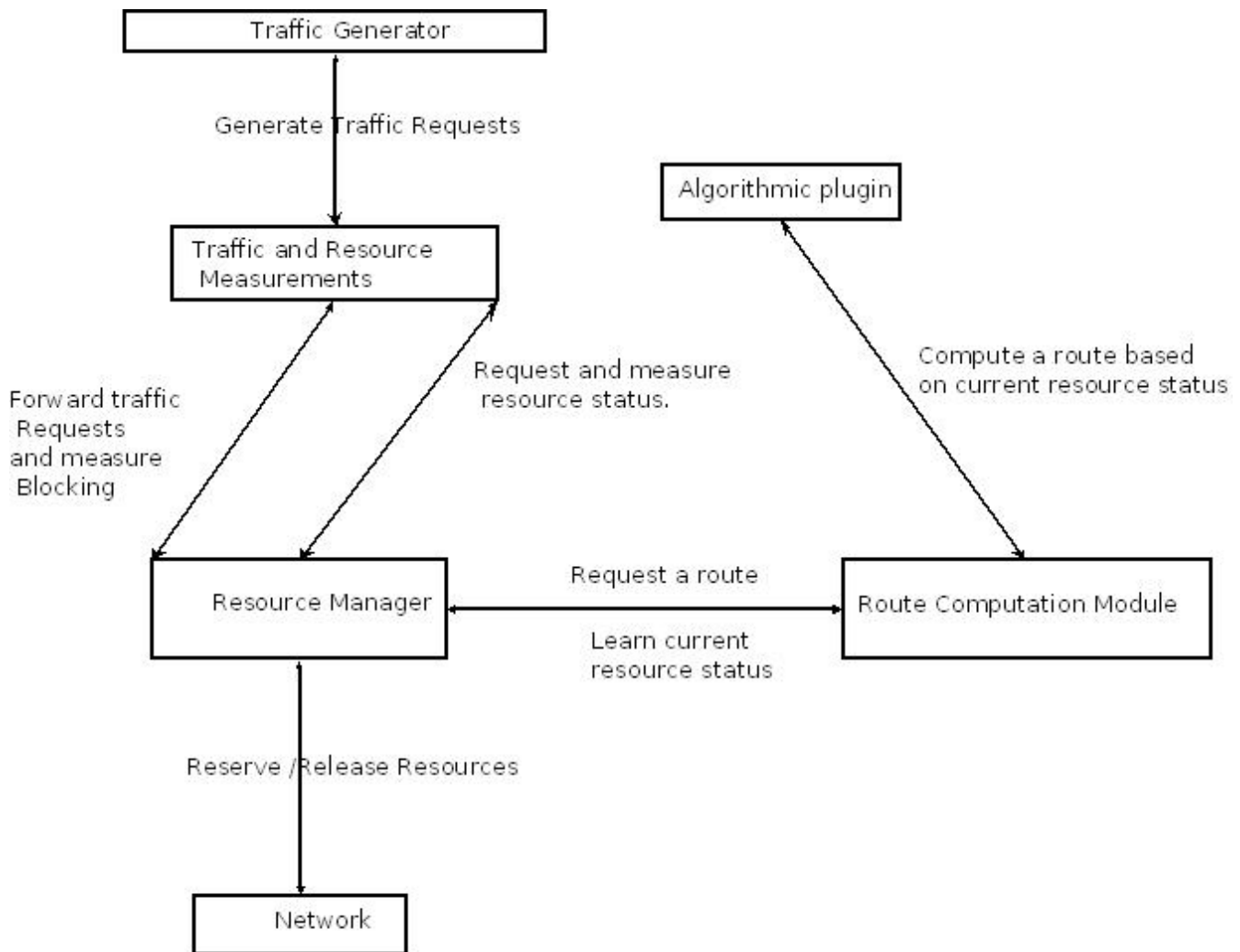
Ο προσομοιωτής που αναπτύξαμε βασίστηκε σε σχεδιαστικές αποφάσεις οι οποίες καθορίστηκαν από τις ανάγκες της διδακτορικής διατριβής. Οι ανάγκες της διατριβής μπορούν να περιγραφούν ως διερεύνηση χαρακτηριστικών ποσοτήτων υπαρχόντων αλγορίθμων και ανάπτυξη νέων που βελτιώνουν τους παλιότερους σε οπτικά δίκτυα. Επίσης θα έπρεπε στην περίπτωση των οπτικών δικτύων να μελετηθεί επίδραση των impairments του φυσικού στρώματος. Συνεπώς ο προσομοιωτής θα έπρεπε να προσομοιώνει οπτικά δίκτυα πολύ διαφορετικά από αυτά που περιλαμβάνονται σε ήδη υπάρχοντα πακέτα ή που αντιμετωπίζονται στην πληθώρα των ερευνητικών δημοσιεύσεων. Θα ήταν ανεδαφικό να αναπτύξουμε μια πλήρη πλατφόρμα MPLS στο χρονικό περιθώριο μιας διδακτορικής διατριβής και με ένα μόνο άτομο προς απασχόληση. Για αυτό το λόγο περιοριστήκαμε στα αλγοριθμικά κομμάτια του MPLS θεωρώντας την πλήρη υλοποίηση του πρωτοκόλλου ελάχιστο σημασίας. Άλλωστε η προσομοίωση κάτω από impairments είναι πρωτότυπη από μόνη της και είναι το θέμα προς επικέντρωση. Η μη ώριμη τεχνολογία για all-optical wavelength conversion αποτελεί την ειδοποιό διαφορά από την κλασσική προσέγγιση αφού στην ανάπτυξη του προσομοιωτή και των αλγορίθμων θα πρέπει να ληφθεί υπόψη ο περιορισμός της συνέχειας του μήκους κύματος. Αυτή είναι μια ακόμη παράμετρος η οποία διαμορφώνει τον custom προσομοιωτή μας. Για τους λόγους που προαναφέραμε η υλοποίηση μιας αφαίρεσης και όχι ενός πλήρως συστήματος ήταν επιτεύξιμη σε λογικό χρόνο. Μια άλλη σχεδιαστική απόφαση ήταν η δυνατότητα περάτωσης της προσομοίωσης σε σύντομο χρονικό διάστημα. Με τις υπάρχουσες επιλογές αυτό δεν ήταν δυνατό. Ενώ υπάρχοντα πακέτα όπως ο ns2, Opnet, Omnet++ είναι υλοποιημένα σε γλώσσα C++, η ύπαρξη πολλών layers και η γενικότητα στις επιλογές προσομοίωσης μειώνει δραματικά τις επιδόσεις. Ενώ εμείς επιλέξαμε την ανάπτυξη ενός custom design σε γλώσσα προγραμματισμού JAVA, οι βελτιώσεις και βελτιστοποιήσεις που έλαβαν χώρα τα τελευταία 3 χρόνια σε αυτήν τη γλώσσα προγραμματισμού καθώς και η δυνατότητα για παράκαμψη του garbage collector στη διάρκεια εκτέλεσης προσέφεραν πολλές ευκαιρίες για ανεκτό χρόνο τρεξίματος με παράλληλο RAD (Rapid Application Development). Εργαλεία όπως NetBeans/Eclipse/JSWAT μπορούσαν να χρησιμοποιηθούν αποτελεσματικά και παραγωγικά. Η JAVA επίσης δίνει τη δυνατότητα για default virtualization όλων των συναρτήσεων μιας κλάσης κάτι που διευκόλυνε την ενοποίηση φαινομενικά άσχετων αλγορίθμων σε MPLS/MPLS με μικρό σχεδιαστικό χρόνο. Πέρα όμως από την επίδοση, το RAD, και την επιλογή πλατφόρμας προς προσομοίωση, η μελλοντική εξέλιξη του προσομοιωτή για χρήση σε διάφορα projects και επέκτασή του για προβλήματα που αφορούν στη δρομολόγηση σε δίκτυα όπως το πρόβλημα του re-routing, restoration, survivability, sparse/full wave-length conversion, multicast πρόσθεσαν μια ακόμη σχεδιαστική παράμετρο. Η επεκτασιμότητα πρόβαλλε την ανάπτυξη για generic δομές δεδομένων και αλγορίθμων επιτακτική κάτι που έγινε χωρίς το παραδοσιακό overhead του typecasting με τη χρήση της σχετικά πρόσφατης τεχνολογίας των JAVA generics. Μια επιτυχία αυτού του γεγονότος είναι η

μετατροπή κώδικα για depth-first traversal ενός γράφου από JAVA σε C++ για χρήση στο project Polymnia και συγκεκριμένα για τον γρήγορο υπολογισμό των συνεκτικών συνιστωσών μιας εικόνας [189]. Η χρήση στη συγκεκριμένη περίπτωση έγινε για ανάκτηση συνεκτικών περιοχών σε μια εικόνα RGB. Ας συνοψίσουμε τις σχεδιαστικές αποφάσεις

1. Προσομοίωση αλγορίθμων δρομολόγησης σε δίκτυα MPLS μεταγωγής πακέτου και MPLS με συνέχεια μήκους κύματος και impairments.
2. Χρήση JAVA και των συνοδευτικών εργαλείων ανάπτυξης.
3. Επεκτασιμότητα.
4. Διάφοροι αλγόριθμοι υλοποιούνται ως plugins.

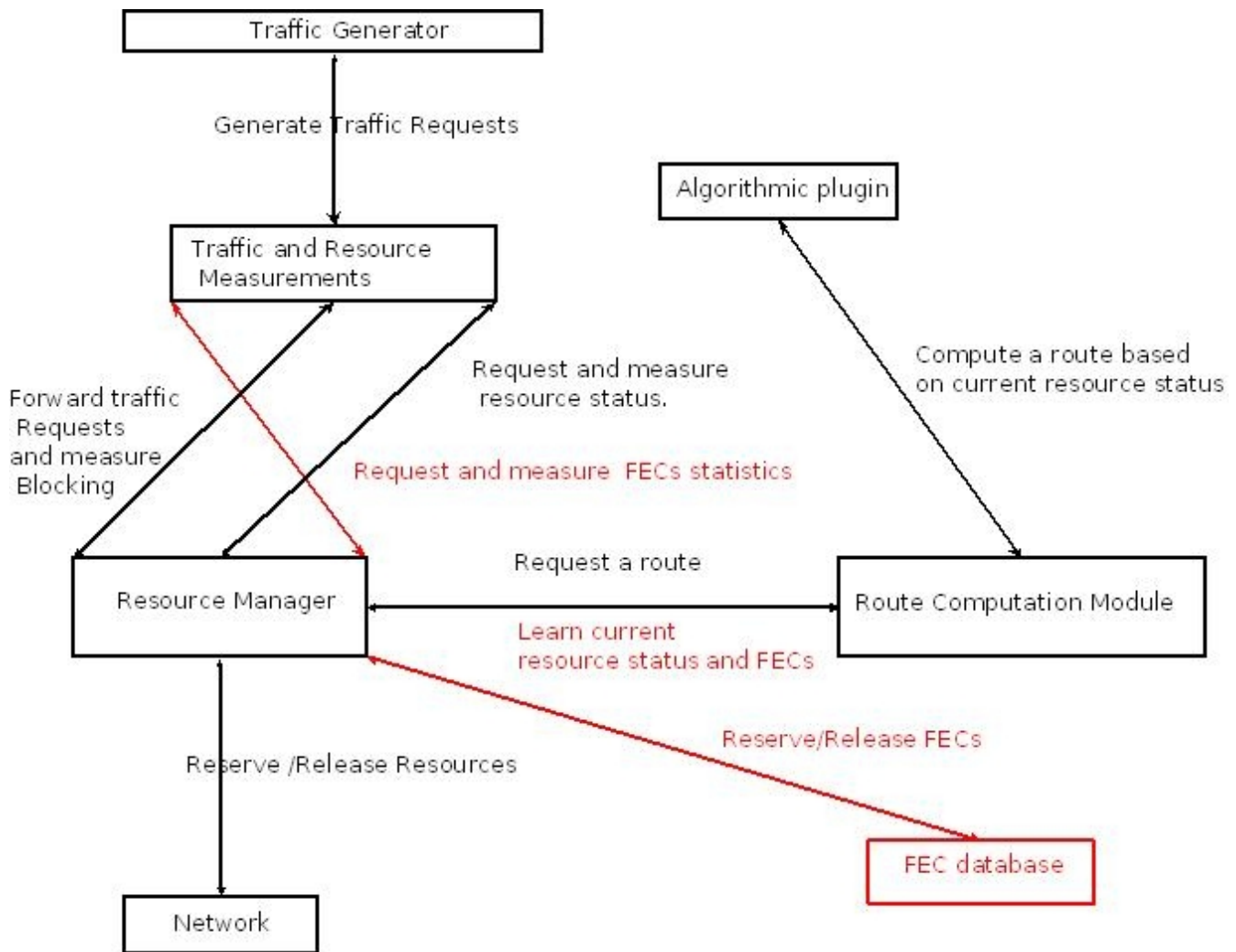
Αξίζει να σημειωθεί ότι ένα έμμεσο κέρδος από την επιλογή της JAVA είναι η δυνατότητα για ανάπτυξη και εκτέλεση των προσομοιώσεων σε διάφορα λειτουργικά συστήματα με τετριμμένες αλλαγές.

9.4 Αρχιτεκτονική του προσομοιωτή



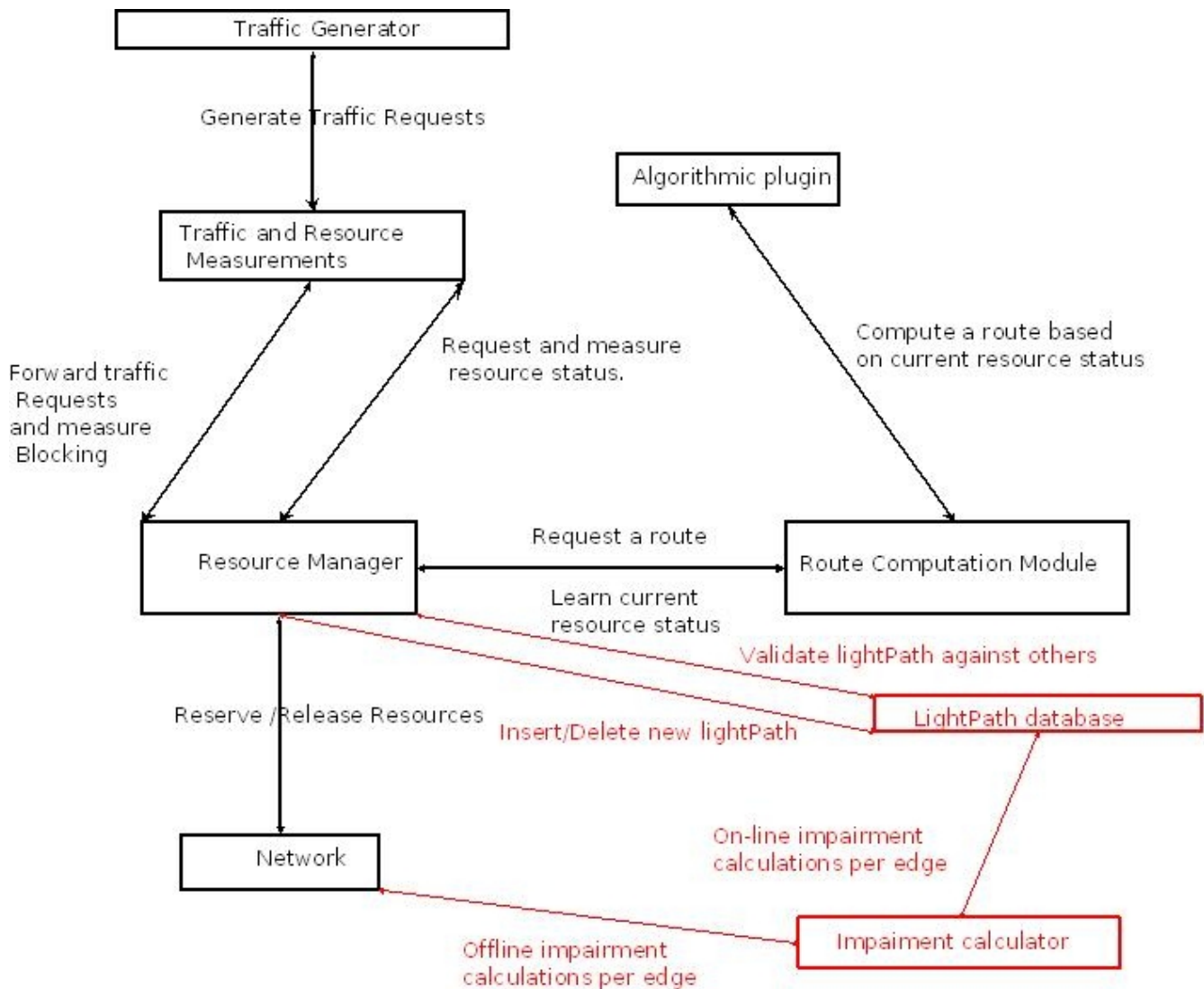
Σχήμα 33: Υψηλού επιπέδου διάρθρωση του γενικευμένου προσομοιωτή

Στο Σχήμα 1. φαίνεται η υψηλού επιπέδου διάρθρωση του προσομοιωτή. Από προγραμματιστικής πλευράς, περιγράφει τη γενική δομή από την οποία θα κληρονομήσουν οι επιμέρους δομές για τη προσομοίωση δικτύων MPLS, MPΛS . Υπό αυτήν την έννοια, το σχήμα δεν είναι πλήρες και είναι απαραίτητη η δημιουργία δυο επιμέρους σχημάτων που περιγράφουν με περισσότερη λεπτομέρεια την απαιτούμενη εξειδίκευση στην περίπτωση των δυο τύπων δικτύων που θα προσομοιώσουμε. Στα σχήματα 2 και 3 γίνεται αυτή η συμπλήρωση.



Σχήμα 34: Υψηλού επιπέδου διάρθρωση του MPLS προσομοιωτή

Στο σχήμα 2 μπορούμε να δούμε ότι υπάρχει προσθήκη της βάσεως δεδομένων FEC. Όπως θα φανεί και στη συνέχεια, αυτή η βάση δεδομένων είναι αναπόσπαστο κομμάτι ενός συστήματος MPLS. Ο διαχειριστής πόρων (Resource Manager), χρειάζεται αυτήν την πληροφορία για τη φιλοξενία ενός LSP σε μια FEC. Η δημιουργία ή διαγραφή μιας FEC από τη βάση δεδομένων καθώς και η ανάκτηση τους παίζει καθοριστικό ρόλο. Στατιστικά στοιχεία αυτής της βάσης για διερεύνηση αλγορίθμων ανακτώνται από το κατάλληλο (module) μέσω του διαχειριστή πόρων. Αυτή η απομόνωση γίνεται για καθαρά προγραμματιστικούς λόγους και δεν υπάρχει σε μια πραγματική υλοποίηση μια τέτοια απαίτηση. Επίσης στο σχήμα 3 μπορούμε να δούμε τη προσθήκη μιας ακόμα βάσης δεδομένων σε σχέση με το γενικευμένο αρχικό σχήμα.



Σχήμα 35: Υψηλού επιπέδου διάρθρωση του MPLS προσομοιωτή

Η βάση δεδομένων των light-paths είναι απαραίτητη για την πιστοποίηση ενός καινούριου light-path σε σχέση με τα ήδη υπάρχοντα. Αυτή είναι μια απαίτηση που προκύπτει λόγω των impairments. Από την πλευρά του διαχειριστή πόρων η συγκεκριμένη βάση αποτελεί ένα έξτρα πόρο ο οποίος ενώ χρήζει διαχείρισης. Με παρόμοιο τρόπο κρίνεται αναγκαία η ύπαρξη ενός υπολογιστή impairments. Στο κεφάλαιο (Οπτικά) είδαμε ότι οι υπολογισμοί που μπορεί να κάνει ο υπολογιστής αυτός, χωρίζονται σε δυο κατηγορίες, on-line και off-line. Οι on-line αφορούν στη βάση δεδομένων των light-paths ενώ οι off-line γίνονται στην αρχικοποίηση του συστήματος.

Βέβαια, εσωτερικά στα modules γίνονται επιπλέον τροποποιήσεις για την ορθή προσομοίωση των διαφόρων τύπων δικτύων. Ωστόσο ο πολυμορφισμός που χρησιμοποιείται εκτενώς στον προσομοιωτή δίνει για μια γενική υψηλού επιπέδου περιγραφή η οποία αποτελεί τον οδηγό για μια υλοποίηση.

9.5 Γενικευμένη διάρθρωση του προσομοιωτή

Η γενικευμένη διάρθρωση του προσομοιωτή αποτελείται από μια σειρά από κλάσεις οι οποίες έχουν ως σκοπό την αφαίρεση του προβλήματος σε σημείο ώστε να μην υπάρχει διπλή χρήση λειτουργικότητας. Με άλλα λόγια περιλαμβάνει κομμάτια τα οποία θα μπορούσαν να ήταν κοινά σε οποιοδήποτε προσομοιωτή. Ας δούμε ένα πίνακα με αυτές τις υλοποιήσεις που περιλαμβάνονται στο package `genericSimulator`.

Package : <i>genericSimulator</i>	
Κλάση	Περιγραφή
<code>TimeoutListener</code>	Interface που δίνει χρονική συμπεριφορά
<code>GenericClock</code>	Το χρονόμετρο του συστήματος
<code>genericEdge</code>	Γενικευμένη ακμή του γενικευμένου γράφου.
<code>genericGraph</code>	Ο γενικευμένος γράφος.
<code>genericMonitor</code>	Παρέχει υπηρεσίες monitoring σε κάθε κλάση.
<code>genericNMS</code>	Το γενικευμένο NMS. Δεσμεύει και αποδεσμεύει πόρους, κρατάει στατιστικά, και κάνει caching μνήμης για τα μονοπάτια
<code>genericPath</code>	Το γενικευμένο μονοπάτι
<code>genericRCM</code>	Είναι το RCM το οποίο παίρνει τις λύσεις του <code>genericPathComputation</code> και τις αξιολογεί για δέσμευσει, μάλιστα κάνει και <code>routing</code> με τη μορφή της επιλογής από τις πολλαπλές λύσεις.
<code>genericRequest</code>	Η αίτηση για δρομολόγηση.
<code>genericRequestProcessor</code>	Κάνει την αίτηση για δρομολόγηση και αν είναι επιτυχής κρατάει τη δέσμευση για το χρόνο ζωής της ροής. Στο τέλος

	την αποδεσμεύει.
pairInjector	Κατασκευαστής αιτήσεων μαζί με τα χρονικά τους χαρακτηριστικά
primitivePair	Helper κλάση.
randomProxy	Κλάση που δίνει τη δυνατότητα για υλοποίηση διμεταβλητών κατανομών, proxy κλάση.
simulationReport	Μια δομή που χρησιμοποιείται για reporting των αποτελεσμάτων
trafficGenerator	Κατασκευαστής αιτήσεων
trafficDispatcher	Τροφοδοτεί το δίκτυο με αιτήσεις και κάνει μετρήσεις.
vonToken	Η ελάχιστη μονάδα για scheduling
vonTokenScheduler	Ο scheduler των tokens

Package : <i>genericSimulator.algorithm</i>	
Κλάση	Περιγραφή
genericPathComputation	Base κλάση για κατασκευή των λύσεων.
genericBellmanFordComputation	Αποτελεί μια abstract κλάση η οποία εκτελεί τον αλγόριθμο Bellman Ford. Είναι ένα building block του οποίου η λειτουργικότητα διαμορφώνεται από κατώτερες στην ιεραρχία κλάσεις οι οποίες παρέχουν τα βάρη.
genericAugmentation	Υλοποιεί μια augmentation στο γράφο.
genericDijkstraComputation	Υλοποίηση του αλγορίθμου του Dijkstra με βάση τον genericBellmanFordComputation
genericExtendedAlgorithm	Υλοποίηση DepthFirst για ακριβείς λύσεις

Package <i>genericSimulator.distro</i>	
Κλάση	Περιγραφή
randomGenerator	Base κλάση για μια δι-μεταβλητή κατανομή από την οποία κληρονομούν

	οι υπόλοιπες.
distroDeterministic	Γεννήτορας σταθερών τιμών.
distroBernoulli	Γεννήτορας τυχαίων μεταβλητών με εκθετική κατανομή.
distroPareto	Γεννήτορας τυχαίων μεταβλητών με Pareto κατανομή.
distroUniform	Γεννήτορας τυχαίων μεταβλητών με ομοιόμορφη κατανομή.

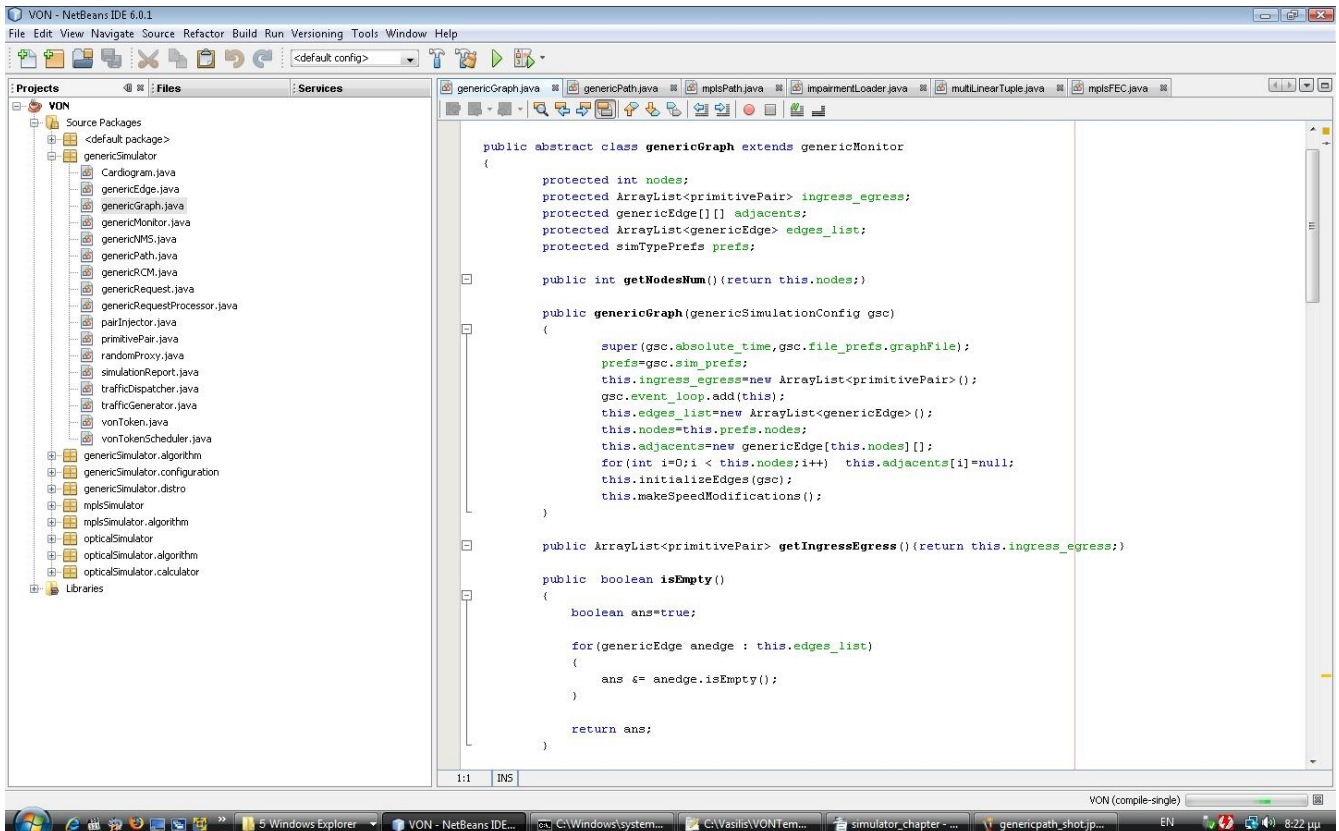
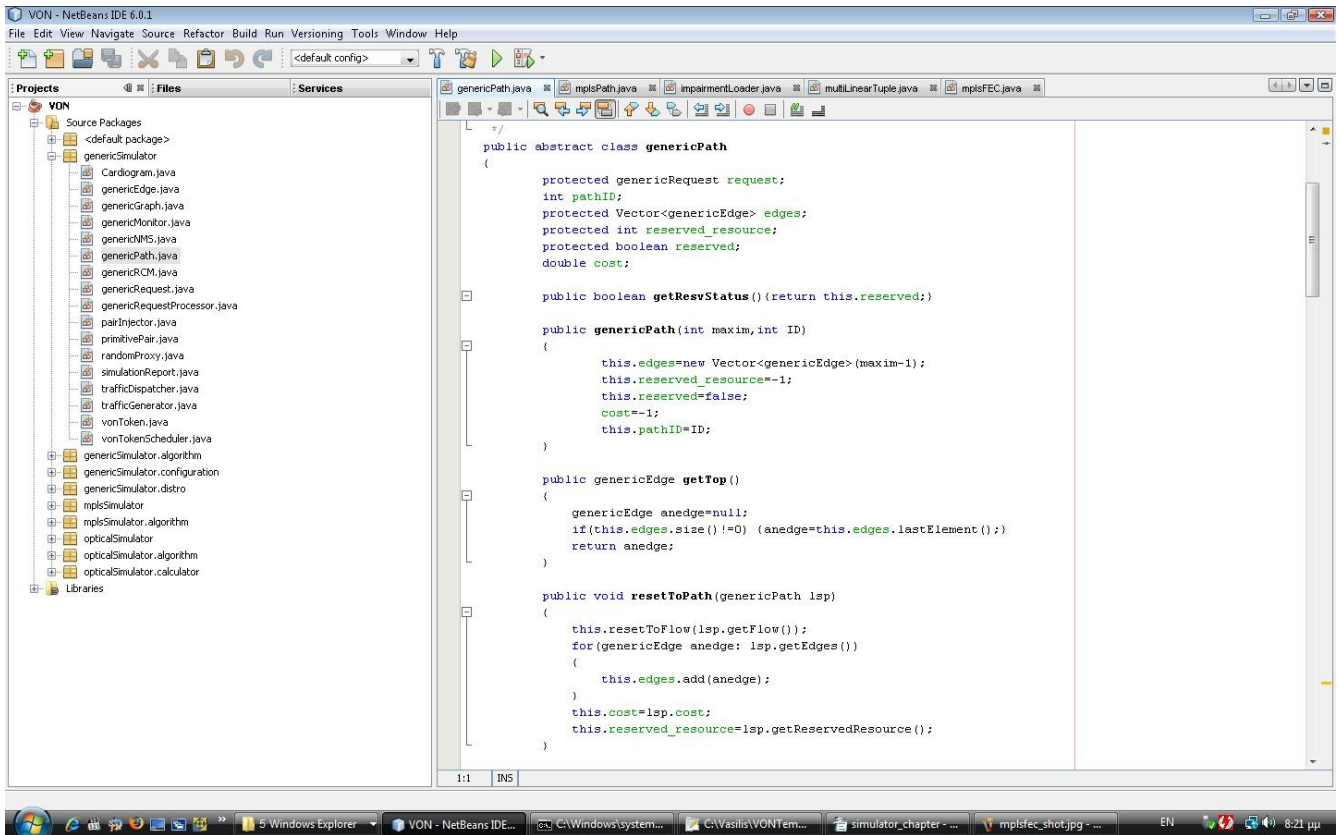
Package: <i>genericSimulator.configuration</i>	
Κλάση	Περιγραφή
11 κλάσεις	Configuration κλάσεις καθώς και βοηθητικές κλάσεις για ανάγνωση απο το αρχείο ρυθμίσεων.

Η γενικευμένη διάρθρωση αποτελεί μια υψηλή αφαίρεση η οποία κατορθώνει να παρέχει βασικές υπηρεσίες στα τμήματα του προσομοιωτή που αφορούν σε MPLS και MPLS δίκτυα. Μάλιστα απομονώνει τα ανώτερα στρώματα από λεπτομέρειες όπως το object caching, το throughput measurement και τις γενικευμένες μετρήσεις που είναι σημαντικά. Η κλάση genericPathComputation δίνει τη δυνατότητα για plugin development ως προς τους αλγόριθμους. Το κάθε plugin φορτώνεται από serialized data μέσω του genericRCM που λειτουργεί ως proxy κλάση. Αξίζει να αναφέρουμε ένα ιδιαίτερο χαρακτηριστικό του γενικευμένου RCM. Γενικά οι αλγόριθμοι επιστρέφουν πολλαπλές λύσεις. Η κάθε λύση έχει ένα διαχειριστικό κόστος άσχετο από το κόστος που προσπαθεί να ελαχιστοποιήσει ο αλγόριθμος. Κάνουμε τη σύμβαση ότι το διαχειριστικό κόστος κάθε λύσης που επιστρέφεται από τον αλγόριθμο είναι μη αρνητικό και θα πρέπει να ελαχιστοποιείται. Για παράδειγμα ο near-shortest path αλγόριθμος μπορεί να επιστρέφει τα ϵ -ελάχιστα μονοπάτια και το διαχειριστικό κόστος της κάθε λύσης είναι το γενικευμένο μήκος του μονοπατιού. Το διαχειριστικό κόστος είναι εν γένει ένα κόστος που το επιβάλλει ο διαχειριστής δικτύου. Συνεπώς η επιλογή της τελικής λύσης δεν είναι προφανής αφού το ελάχιστο διαχειριστικό κόστος δε σημαίνει ότι είναι απαραίτητα και το καλύτερο για τη διαχείριση πόρων αλλά αποτελεί μια πολιτική. Για να παρακάμψουμε αυτήν την ασάφεια υλοποιούμε διάφορες πολιτικές (στη βιβλιογραφία αναφέρονται και ως scheduling) οι οποίες εμφανίζονται στον παρακάτω πίνακα

Πολιτική	Ερμηνεία
FF	Από τις πολλαπλές λύσεις επιλέγεται η πρώτη.

BF	Από τις πολλαπλές λύσεις επιλέγεται τελικά αυτή με το ελάχιστο διαχειριστικό κόστος.
RF	Από τις πολλαπλές λύσεις επιλέγεται μία με τυχαίο τρόπο (ομοιόμορφη κατανομή στο πλήθος των λύσεων).

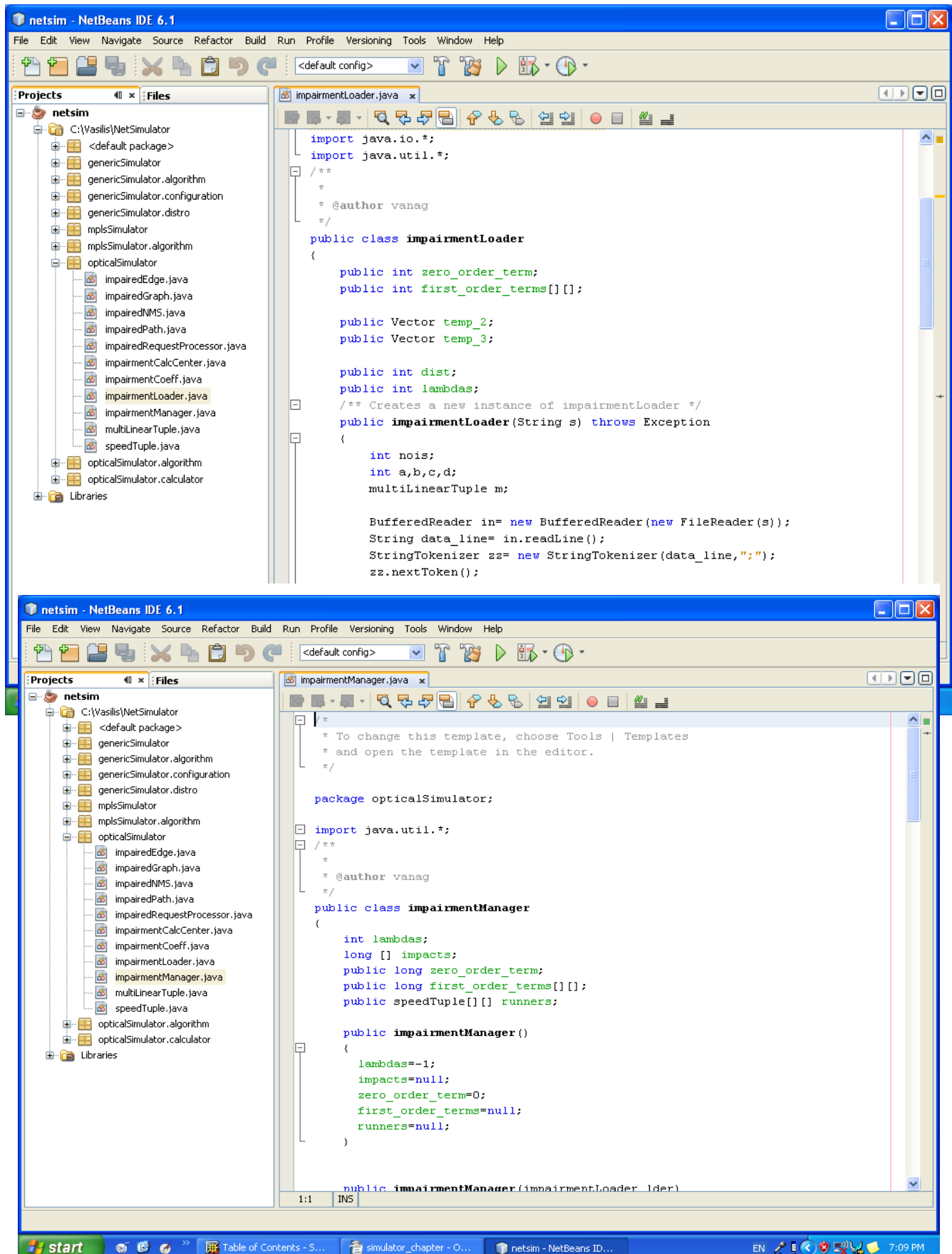
Άλλες σημαντικές γενικευμένες κλάσεις οι οποίες περιγράφουν το γράφο είναι οι κλάσεις `genericGraph` και `genericEdge`. Η κλάση που περιγράφει το γενικευμένο μονοπάτι ονομάζεται `genericPath`. Σε αντίθεση με την κλασσική περιγραφή ενός μονοπατιού ως μιας λίστας κόμβων, επειδή ο γράφος μας έχει πολλαπλές ακμές, περιγράφεται ως μια λίστα από ακμές. Το πλεονέκτημα αυτής της προσέγγισης είναι ότι δε χρειάζεται για τις δεσμεύσεις να αποκωδικοποιούμε την ακμή από ζεύγη διαδοχικών κόμβων αλλά απευθείας μπορούμε να κάνουμε μαζικά τις δεσμεύσεις πάνω στο μονοπάτι κάτι που αποδίδει κέρδος σε ταχύτητα εκτέλεσης.



Σχήμα 37: Γενικευμένος γράφος

9.5.1 Διάρθρωση του ΜΡΛS(οπτικού) τμήματος

Μια από τις μεγαλύτερες προκλήσεις για την ανάπτυξη του προσομοιωτή αποτέλεσε το οπτικό κομμάτι. Ειδικά η διαχείριση των impairments και η αποδοτική αποθήκευση των σταθερών προέβαλλε ως ένα δισεπίλυτο πρόβλημα. Είναι γεγονός ότι αυτές οι δυο διεργασίες αποτελούν το κυρίως bottleneck στην οπτική προσομοίωση. Πριν αναφερθούμε λεπτομερώς στη διαχείριση των impairments θα επικεντρώσουμε την προσοχή μας στην αποθήκευση των σταθερών. Οι σταθερές αυτές γεννούνται από ένα utility, την κλάση vonPreprocessor η οποία με τη σειρά της καλεί την κλάση impairmentCalcCenter που κάνει όλη την εργασία, και υπολογίζονται ανά αρχείο προσομοίωσης και ανά ακμή. Αυτό γίνεται γιατί το πλήθος και το μέγεθος των σταθερών εξαρτάται από το μήκος σε spans της ακμής. Κατά την εκτέλεση της προσομοίωσης αυτές οι σταθερές φορτώνονται με σκοπό την αποφυγή επαναυπολογισμού τους. Η φόρτωση αυτή γίνεται μόνο αν έχει προεπιλεχθεί η χρήση impairments στο αρχείο προσομοίωσης. Η βασική δομή που φορτώνει αυτά τα δεδομένα είναι η κλάση impairmentLoader και η βασική δομή άποθήκευσης και διαχείρισης είναι η κλάση impairmentManager. Για λόγους ταχύτητας ο impairmentLoader δεν φορτώνει το ίδιο αρχείο πολλές φορές αλλά επαναχρησιμοποιεί τα ήδη φορτωμένα δεδομένα για την κατασκευή των mpairmentManagers.

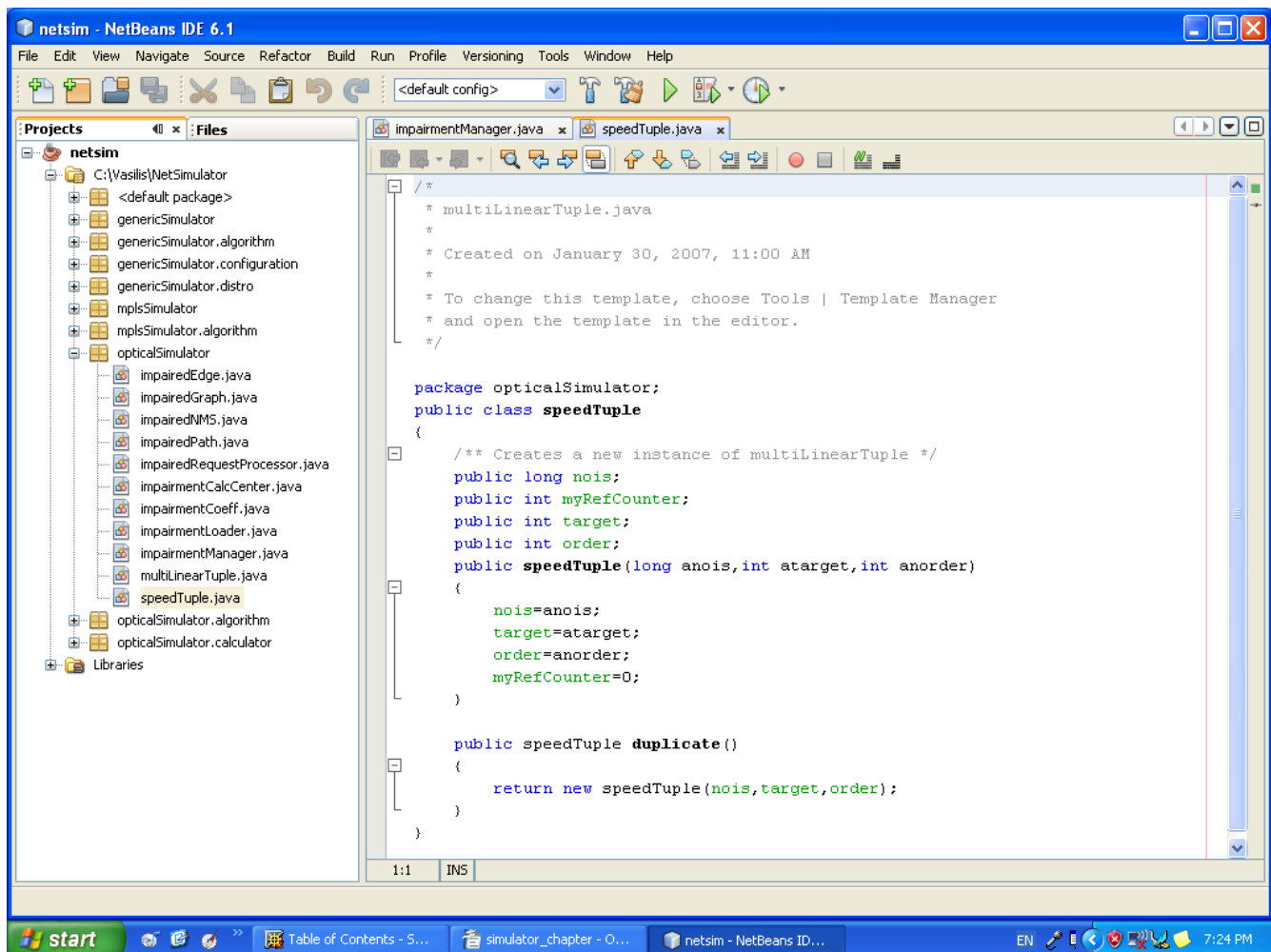
Σχήμα 39: Υλοποίηση του `ImpairmentManager`

Οι πίνακες που μας αφορούν είναι οι:

```
public long first_order_terms[][];
```

```
public speedTuple[][] runners;
```

Οι πίνακες αυτοί ασχέτως του τύπου δεδομένων που αποθηκεύουν χαρακτηρίζονται (με εξαίρεση τους όρους μηδενικής τάξης) από το γεγονός ότι είναι διδιάστατοι. Αυτό γίνεται γιατί η σύμβαση που ακολουθείται σε όλον τον προσομοιωτή είναι ότι το πρώτο όρισμα αποθηκεύει το μήκος κύματος που επηρεάζει με τη δέσμευσή του και το δεύτερο όρισμα το μήκος κύματος που επηρεάζεται. Η αποτελεσματική διαχείριση των σταθερών γίνεται με τη γρήγορη άθροισή τους σε κάθε γεγονός δέσμευσης. Το αντικείμενο `speedTuple` περιέχει την τιμή του `impairment` για τον υπο εξέταση συνδυασμό μηκών κύματος, την τάξη του που μπορεί να πάρει μόνο τις τιμές 2,3 και τέλος τον στόχο `target` που είναι το μήκος κύματος το οποίο αλλοιώνει και φαίνεται στο επόμενο σχήμα.



Σχήμα 40: Δομή για επιτάχυνση

Η μεθοδολογία δέσμησης και αποδέσμησης διασαφηνίζει τη χρήση του. Το παρακάτω τμήμα κώδικα δείχνει πως επιτυγχάνεται αυτό

```

public void reserveLambda(int a)
{
    System.arraycopy(this.first_order_terms[a],0,this.impactts,0,lambdas);
    for(speedTuple x : this.runners[a])
    {
        x.myRefCount++;;
        if(x.myRefCount==x.order)
        {
            this.impactts[x.target] += x.nois;
        }
    }
}

public void deResvLambda(int a)
{
    System.arraycopy(this.first_order_terms[a],0,this.impactts,0,lambdas);
    for(speedTuple x : this.runners[a])
    {
        if(x.myRefCount==x.order)
        {
            this.impactts[x.target] += x.nois;
        }
        x.myRefCount--;
    }
}

```

Πίνακας 4: Λίστα κώδικα για διαχείριση μηκών κύματος

Γίνεται φανερό ότι ο impairmentManager ανανεώνει τον πίνακα impactts με τις τιμές των impairments που προκύπτουν απο τη δέσμευση του μήκους κύματος a. Ουσιαστικά αποτελεί τη διαφορά που προκύπτει μεταξύ των ολικών impairments πριν και μετά τη δέσμευση. Η διαχείριση των impairments έπαιξε σημαντικό ρόλο στη σχεδίαση του προσομοιωτή. Η διαχείριση αυτή πρέπει να γίνει ανά lightpath αφού αυτά είναι που τελικά επηρεάζονται. Για παράδειγμα, μια δέσμευση σε ένα μήκος κύματος προκαλεί ανανεώσεις σε κάθε lightpath που διέρχεται από αυτήν την ακμή. Ακόμη περισσότερο, μια δέσμευση ενός νέου lightpath προκαλεί ανανέωση στα impairments όλων των υπολοίπων lightpaths που διέρχονται από τις ακμές τους. Το επόμενο τμήμα κώδικα δείχνει πως επιτυγχάνεται αυτό με γνώμονα την αποδοτικότητα. Ας δούμε πρώτα τη δέσμευση του εύρους ζώνης

```

public boolean resvBw(int lambda, genericPath who)
{
    //System.out.println("Resv at edge "+this.edgId);
    int k=-1;
    boolean ans=true;

    assert !lambdas[lambda] : "Could not reserve reserved lambda "+lambda+"\n"+
        "At "+this+"\nFor "+who;

    lambdas[lambda]=true;
    this.workingbw--;
    this.reservers[lambda]=(impairedPath) who; //reserve later to find the self effect
    if(this.interactions != null)
    {
        this.impman.reserveLambda(lambda);
        for(long x : this.impman.getImpacts())
        {
            interactions[++k]+=x;
            if(this.reservers[k] != null) //hack for testing
            {
                //System.out.println("Impact from "+lambda+" to "+i+" of "+x);
                ans &= this.reservers[k].inclImpairment(x);
            }
        }
    }
    if(this.isMonitorable()) {this.asyncMesg(this.getMaskDesc());}
    return ans;
}

```

Πίνακας 5: Λίστα κώδικα για δέσμευση εύρους ζώνης

Ας επικεντρωθούμε στη γραμμή

```
ans &= this.reservers[k].inclImpairment(x);
```

Γίνεται φανερό γιατί οι δεσμεύσεις πρέπει να τοποθετούν και τον “reserver” μαζί με το αντίστοιχο μήκος κύματος που δεσμεύει. Το αποτέλεσμα αυτής της τακτικής είναι η απλοποίηση της ανανέωσης των impairments για τον “reserver” ως μια απλή πρόσθεση η οποία δίνει ένδειξη για το κατά πόσο μια δέσμευση επιδρά σε άλλα μονοπάτια καταστροφικά. Αυτό φαίνεται από τον ορισμό

```

public boolean inclImpairment(long imp)
{
    assert (this.reserved);
    this.impairment += imp;
    //System.out.println("Updated imp "+this.impairment+" for "+this.getPathID());
    return (this.impairment <= this.thresh);
}

```



```
}
```

Για την εξέταση της επίδρασης ενός νέου lightpath στο δίκτυο κάνουμε πρώτα τη δέσμευσή του και αν αυτή έχει αρνητικό αντίκτυπο την αποδέσμευσή του. Η δέσμευση του νέου lightpath προκαλεί ανανεώσεις στα impairments των ήδη εγκατεστημένων. Η υλοποίηση της ανανέωσης γίνεται με τέτοιο τρόπο ώστε να υπάρχει η ένδειξη για παραβίαση της ποιότητας υπηρεσίας και υλοποιείται με ένα έλεγχο κατωφλίου αμέσως μετά την ανανέωση. Επειδή ο έλεγχος γίνεται ανά ακμή και ανά μονοπάτι που διέρχεται από την ακμή μπορούμε έγκαιρα να ανιχνεύσουμε την παραβίαση και να μην προχωρήσουμε περαιτέρω σε δεσμεύσεις. Ας δούμε τον κώδικα που υλοποιεί αυτή τη φιλοσοφία.

```
public int checkAgainst(impairedPath lsp)
{
    int resus=0;
    double probeQ;
    boolean ans=lsp.reservelt();
    probeQ=lsp.getQ();
    masquarade_cost=1/probeQ;
    if( probeQ < this.optConf.qfactor) resus=1;
    else if(!ans) {resus=2;}
    lsp.deResvlt();
    return resus;
}
```

Η αποδέσμευση εύρους ζώνης γίνεται με μια αντίστοιχη διαδικασία.

```

public void deResvBw(int lambda, genericPath who)
{
    //System.out.println("DeResv at edge "+this.edgeld);
    int k=-1;
    assert lambdas[lambda] : "Could not de-reserve free lambda";

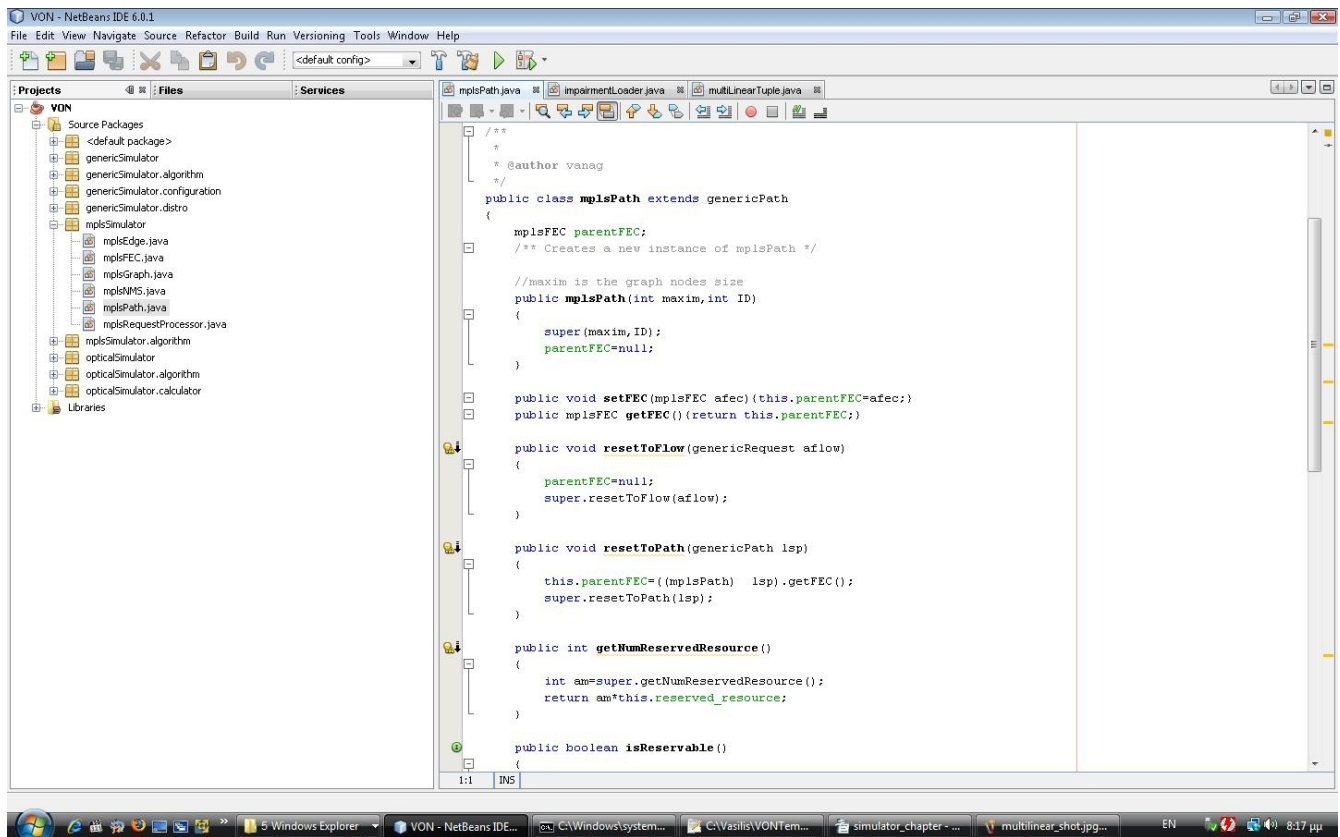
    if(interactions != null)
    {
        this.impman.deResvLambda(lambda);
        for(long x : this.impman.getImpacts())
        {
            interactions[++k]-=x;
            if(this.reservers[k] != null) //hack for testing
            {
                //System.out.println("Impact from "+lambda+" to "+i+" of "+x);
                this.reservers[k].declImpairment(x);
            }
        }
    }
    lambdas[lambda]=false;
    this.reservers[lambda]=null;
    this.workingbw++;
    if(this.isMonitorable()){ this.asyncMesg(this.getMaskDesc());}
}

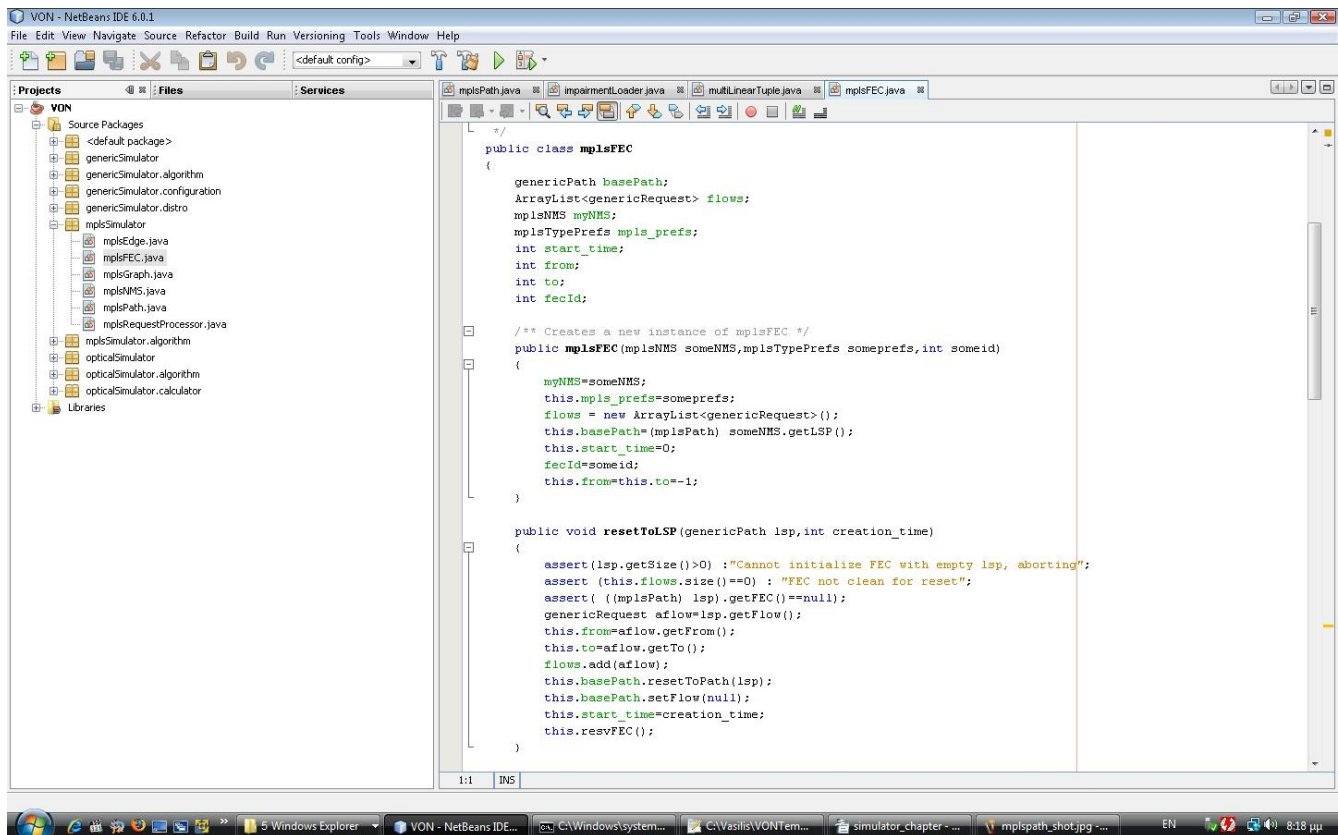
```

Πίνακας 6: Λίστα κώδικα για αποδέσμευση εύρους ζώνης

9.5.2 Διάρθρωση του MPLS τμήματος

Η αναφορά στο MPLS τμήμα γίνεται συνοπτικά. Η υλοποίηση του MPLS προσομοιωτή προέβαλλε ιδιαιτερότητες ως προς τη διαχείριση των FECs. Οι ιδιαιτερότητες αυτές όμως σε αντίθεση με την MPLS υλοποίηση ήταν σαφώς μικρότερες αφού στη διατύπωση του πρωτοκόλλου όλα τα διαρθρωτικά προβλήματα περιγράφονται και επιλύονται ακόμη και σε αφηρημένο επίπεδο αποτελεσματικά. Ας δούμε πως ο προσομοιωτής αντιμετωπίζει την MPLS περίπτωση. Ας αρχίσουμε με τους ορισμούς του mplsPath και mplsFEC.

Σχήμα 41: Υλοποίηση *mplsPath*



Σχήμα 42: Υλοποίηση *mplsFEC*

Από την παραπάνω εικόνα γίνεται φανερό ότι ένα *mplsPath* είναι ένα γενικευμένο μονοπάτι με την επιπλέον ιδιότητα να ανήκει σε κάποια FEC. Θα ξαναγυρίσουμε σύντομα σε αυτό το σημείο. Η *mplsFEC* χαρακτηρίζεται συνοπτικά από ένα μονοπάτι που την περιγράφει και ένα σύνολο ροών που φιλοξενούνται σε αυτήν. Στη συγκεκριμένη υλοποίηση όμως μπορεί κανείς να διακρίνει κάποιες προσθήκες όπως το *mplsNMS* οι οποίες όμως εξυπηρετούν καθαρά σκοπούς επιδόσεων. Η προσθήκη του NMS έγινε γιατί αυτό παρέχει υπηρεσίες caching και object construction για τα μονοπάτια. Επίσης η επιλογή του *basePath* ως *mplsPath* έγινε καθαρά για την επαναχρησιμοποίηση των γρήγορων μεθόδων του για δέσμευση/αποδέσμευση της FEC σε μια ακμή. Η χρήση της μεταβλητής *start_time* έγινε για μέτρηση της ζωής της. Για να καταλάβουμε τα γεγονότα στη διάρκεια ζωής μιας FEC θα πρέπει να εξηγήσουμε την ιδιότητα *the_fec* του *mplsPath*. Όταν ένα μονοπάτι δημιουργείται δεν ανήκει σε κάποια FEC. Αυτό το μονοπάτι μπορεί να δρομολογηθεί από κάποιο αλγόριθμο και να αποτελέσει την αρχή μιας FEC ή τελικά να φιλοξενηθεί σε κάποια FEC. Σε γενικές γραμμές αυτή η αναφορά (reference) χρησιμοποιείται και για να επιταχύνει την αποδέσμευση του συγκεκριμένου μονοπατιού από μια FEC χωρίς να την αναζητήσουμε. Ας δούμε τώρα τη λειτουργικότητα μιας FEC. Η πλέον

lightweight(ελαφριά) μέθοδος δρομολόγησης είναι αυτή που δίνει υποψήφιο μονοπάτι για δέσμευση από μια FEC

```
public mplsPath findMatch(flowRequest aflow)
{
    if( (this.from != aflow.getFrom()) || (this.to != aflow.getTo()) )
    {
        return null;
    }
    mplsPath anel= (mplsPath) this.myNMS.getLSP();
    anel.resetToPath(this.basePath);
    anel.setFlow(aflow);
    anel.setFEC(this);
    anel.rectify();
    if(!anel.isReservable())
    {
        this.myNMS.putBackLSP(anel);
        return null;
    }
    return anel;
}
```

Πίνακας 7: Ανάθεση σε FEC

Αν μια αίτηση μπορεί να εξυπηρετηθεί από μια FEC αυτό αποτελεί κέρδος επειδή αποφεύγονται πολύπλοκοι υπολογισμοί στο RCM. Για να γίνει όμως αυτό η ροή θα πρέπει να έχει τους ίδιους κόμβους πηγή/προορισμός με τη FEC και η FEC να έχει στο basePath αρκετό εύρος ζώνης για να τη φιλοξενήσει. Αν αυτές οι συνθήκες ικανοποιούνται, τότε επιστρέφεται ένα μονοπάτι που ανήκει σε αυτήν την FEC το οποίο αποτελεί μια εναλλακτική για τον αλγόριθμο. Το μονοπάτι αυτό είναι το ίδιο με το basePath και το μόνο overhead είναι η διαδικασία της κλωνοποίησης. Το κλωνοποιημένο αυτό μονοπάτι έχει το πεδίο the_fec όπως φαίνεται άλλωστε ίσο με τη FEC που το δημιούργησε. Αυτό είναι μια ένδειξη για την προέλευσή του. Μόνο αν τελικά γίνει δέσμευσή του θα γίνει μέλος της FEC. Μια FEC μπορεί να δημιουργεί μονοπάτια εφόσον είναι ενεργή. Ενεργή σημαίνει ότι είναι διαθέσιμη για δεσμεύσεις. Αυτό καθορίζεται με το πεδίο onDemand στο αρχείο ρυθμίσεων

```
<simtype val="MPLS">
    <mplsconf          enableCompression="false"          onDemand="false"
    harshRoute="false" fecPolicy="0" />
</simtype>
```

το οποίο καθορίζει αν οι FECs θα καταστρέφονται στην περίπτωση που αδειάσουν. Με άλλα λόγια μια FEC αν αδειάσει ανακυκλώνεται με το σκεπτικό ότι δεν υπάρχει προτίμησή της από τις αιτήσεις και συνεπώς δεν αποτελεί καλή διαδρομή για το δίκτυο. Για λόγους πληρότητας αναφέρουμε και τη σημασία του πεδίου harshRoute. Το συγκεκριμένο πεδίο δίνει τη δυνατότητα αν είναι ενεργοποιημένο οι αιτήσεις να εξυπηρετούνται από τις FEC κατά προτεραιότητα.

Στην αντίθετη περίπτωση υπάρχει μια μικτή λύση από FEC-λύσεις και λύσεις του αλγορίθμου και επιλέγεται η καλύτερη λύση. Ιδιαίτερα σημαντικό είναι να αναφέρουμε τον τρόπο επιλογής μιας FEC-λύσης στην περίπτωση που `onDemand=true`. Στην περίπτωση αυτή από όλες τις λύσεις επιλέγεται μια με την πολιτική SWPF ή CSPF. Αυτό καθορίζεται από το πεδίο `fecPolicy`. Η πολιτική 0 είναι ο αλγόριθμος CSPF και η πολιτική 1 είναι ο SWPF. Θα μπορούσε κάποιος να ερμηνεύσει αυτό το πεδίο ως σημασία που δίνουμε στην ανακατανομή φορτίου.

9.6 Μεθοδολογία των μετρήσεων

Σε αρχικές υλοποιήσεις ως βάση του χρόνου είχε ληφθεί το ρολόι του συστήματος. Η βάση όμως χρόνου αυτή δεν αποτελεί αξιόπιστο μέτρο σύγκρισης για τη λειτουργία του προσομοιωτή στη χρονική κλίμακα. Μάλιστα κάνει την όλη λειτουργία δύσχρηστη. Αυτό συμβαίνει γιατί η JAVA υστερεί σε performance και λόγω scheduling του λειτουργικού συστήματος ένα γεγονός μπορεί να ληφεί σε μεταγενέστερη χρονική στιγμή από τη γέννηση του. Έτσι καταφύγαμε στην λύση χρήσης ψευδοχρόνου. Ο χρόνος αυτός αποτελεί μια απαρίθμηση των γεγονότων στον προσομοιωτή. Αποτελεί μια ακριβέστερη λύση αφού καταγράφει δεδομένα σε μια αδιάστατη κλίμακα και συνεπώς διευκολύνει στη γέννηση αιτήσεων. Ένα γεγονός μπορεί να χρονοδρομολογηθεί να συμβεί σε κάποια χρονική στιγμή και αυτό συμβαίνει με τον ίδιο τρόπο ασχέτως του φόρτου του λειτουργικού συστήματος. Η υλοποίηση ενός `main loop` με `callbacks` παρέχει τη δυνατότητα για χρονοδρομολόγηση των γεγονότων ανά αντικείμενο του προσομοιωτή. Αυτό παρέχεται από το `TimeoutListener interface`.

Έχοντας τα παραπάνω υπόψη μας μπορούμε να εξηγήσουμε τη μεθοδολογία μετρήσεων. Οι μετρήσεις μπορούν να εκτελεστούν με δυο τρόπους. Στον πρώτο τρόπο μέτρησης χρησιμοποιούνται χρονικά γεγονότα που αποτελούν σταθερά βήματα από `timeQuantums` και αυτά χρησιμοποιούνται κυρίως για logging και επιμέρους μετρήσεις στοχαστικών ποσοτήτων. Ο δεύτερος τρόπος χαρακτηρίζεται από γεγονότα γεννήσεως συγκεκριμένου πλήθους αιτήσεων που στην ορολογία του προσομοιωτή αναφέρονται ως `flowQuantums` και αποτελούν τα καθαρά γεγονότα μέτρησης του `blocking probability`. Λόγω της πιθανής ταυτόχρονης γέννησης ροών από δυο διαφορετικά `ingress-egress` ζεύγη τα `flowQuantums` δεν πρέπει να λαμβάνονται ως ακριβή αλλά ως κατώφλια σηματοδότησης ενός γεγονότος μέτρησης. Στην υλοποίησή μας μπορεί κανείς να ενεργοποιήσει μόνο ένα από τα δυο `modes` μετρήσεων. Η μέτρηση η οποία ουσιαστικά λαμβάνει ένα στιγμιότυπο του δικτύου θα ονομάζεται στη συγκεκριμένη ενότητα για λόγους ορολογίας γεγονός μέτρησης.

Θα σκιαγραφήσουμε τώρα τον τρόπο λήψης μετρήσεων μέσω `callbacks`. Για τον λόγο αυτό θα δείξουμε με ένα απλό παράδειγμα τον κώδικα που υλοποιεί τη μέτρηση του ελεύθερου εύρους ζώνης μιας MPLS ακμής .


```

public void syncCaller()
{
    String s=Integer.toString(this.getBw()+"\n";
    this.asyncMesg(s);
}

```

Το callback `syncCaller` καλείται πάνω στο αντικείμενο `mplsEdge` κάθε φορά που έχουμε ένα γεγονός μέτρησης. Ο ρόλος του είναι να στείλει ένα ασύγχρονο μήνυμα το οποίο καταγράφεται στο αρχείο κειμένου που αντιστοιχεί στο αντικείμενο (στη συγκεκριμένη περίπτωση το αρχείο που καθορίζεται στο στοιχείο `<edgeFile/>` στο αρχείο ρυθμίσεων).

Σε κάθε γεγονός μέτρησης λαμβάνεται ένα διάνυσμα από πληροφορίες. Ο παρακάτω πίνακας αποτελεί τις γενικευμένες πληροφορίες που λαμβάνουμε και αποτελούν `properties` της κλάσης `simulationReport`. Μια εποχή μέτρησης είναι ένα πλήθος γεγονότων μέτρησης μέχρι το δίκτυο να φτάσει στη μόνιμη κατάσταση και αυτές οι συνολικές μετρήσεις αποθηκεύονται στο αρχείο `plotFile`.

Property	Πληροφορία	Θέση στο αρχείο μετρήσεων
<code>eventId</code>	Γεγονός μέτρησης.	1
<code>generic_meas[0]</code>	Οι αιτήσεις που αιτήθηκαν δρομολόγηση στην εποχή μέτρησης.	2
<code>generic_meas[1]</code>	Οι αιτήσεις που απορρίφθηκαν στην εποχή μέτρησης.	3
<code>generic_meas[2]</code>	Το Blocking Probability σε μια εποχή μέτρησης.	4
<code>generic_meas[3]</code>	Μέση διακύμανση στην καταληψιμότητα κάθε ακμής	5
<code>generic_meas[4]</code>	Μέσο Resource Utilization στην εποχή μέτρησης.	6
<code>generic_meas[5]</code>	Μέσο Load Ballancing στην εποχή μέτρησης.	7
<code>generic_meas[6]</code>	Μέσο διαχειριστικό κόστος σε μια εποχή μέτρησης.	8

generic_meas[7]	Μέση απόσταση μονοπατιού σε μια εποχή μέτρησης.	9
generic_meas[8]	Μέσο πλήθος μονοπατιών σε υπηρεσία.	10

Η κατάληξη της προσομοίωσης σε μόνιμη κατάσταση επιτυγχάνεται με τον υπολογισμό της μέσης διακύμανσης στην καταληψιμότητα των ακμών. Η διακύμανση αυτή δίνεται από τη σχέση

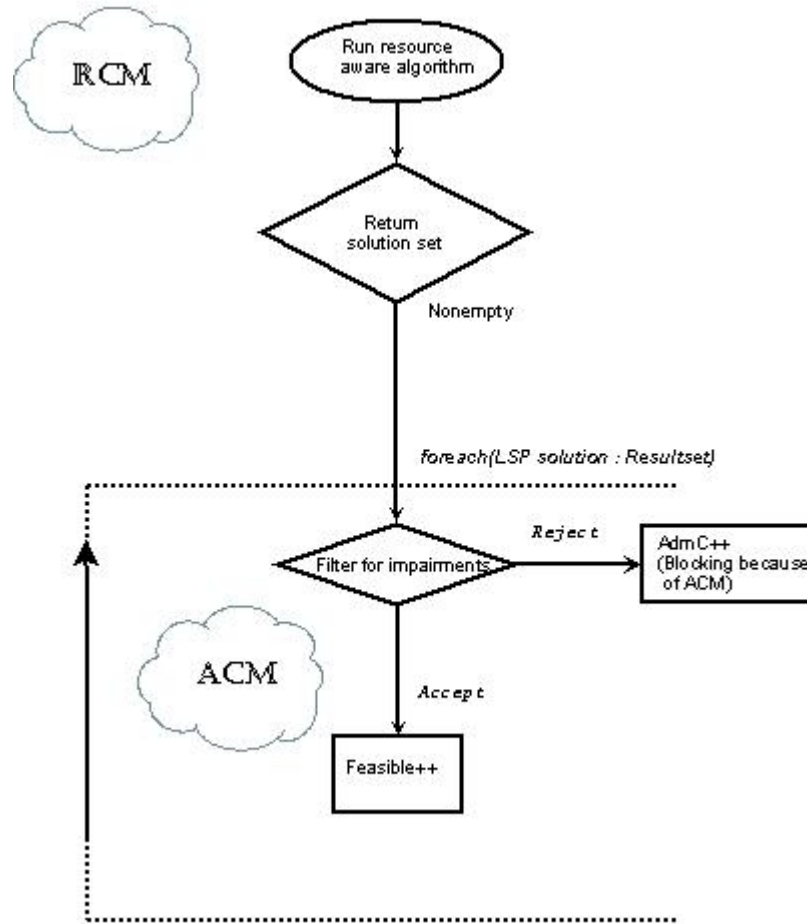
$$V(t) = \frac{1}{|E|} \sum_{e \in E} (R_e(t) - \frac{1}{t} \sum_{s=1}^t R_e(s))^2$$

Αν το αποτέλεσμα είναι κατά απόλυτη τιμή κάτω από ένα κατώφλι τότε το σύστημα έχει φτάσει στη μόνιμη κατάσταση. Για να αποφύγουμε μεταβατικά φαινόμενα τα οποία μπορεί να δώσουν μια λάθος σηματοδότηση της μόνιμης κατάστασης το αρχείο ρυθμίσεων περιέχει μια παράμετρο ενεργοποίησης ανίχνευσης μόνιμης κατάστασης. Η παράμετρος αυτή ελέγχει ένα διαδοχικό πλήθος γεγονότων μετρήσεων για τιμές διακύμανσης κάτω από το κατώφλι.

9.6.1 Οπτικές μετρήσεις

Στα αποτελέσματα που προβάλλονται στη βιβλιογραφία μέχρι τώρα η έμφαση δίνεται στον υπολογισμό του blocking probability το οποίο ποσοτικοποιεί την ύπαρξη ή όχι διαθέσιμης διαδρομής για τη δρομολόγηση μιας αίτησης. Η περίπτωση όμως που εμφανίζονται impairments έχει ένα ιδιαίτερο ενδιαφέρον αφού η άρνηση δρομολόγησης μπορεί να οφείλεται σε κακή προσαρμογή του αλγορίθμου στα impairments και όχι μόνο στην έλλειψη πόρων. Ο συγκεκριμένος διαχωρισμός έχει σημασία καθόσον ερμηνεύει τα αποτελέσματα που δίνει κ'ποιος αλγόριθμος. Εμείς στον προσομοιωτή υλοποιούμε αυτόν το διαχωρισμό. Ενώ γίνεται καταγραφή του blocking probability παράλληλα καταγράφεται και ο διαχωρισμός σε ποσοστό που οφείλεται στα σφάλματα του αλγορίθμου impairments και στο συμπληρωματικό του που αφορά στην σωστή άρνηση. Πρέπει να αναλύσουμε την ιδιαιτερότητα αυτής της ανάλυσης γιατί παρουσιάζει κάποια αξιοσημείωτα ενδεχόμενα που δεν συναντούμε στις συνήθεις προσομοιώσεις ωστόσο είναι ένα καθαρά κλασσικό φαινόμενο που προκύπτει όταν το admission control module δεν είναι συμβατό με το RCM. Θα χρησιμοποιήσουμε για παράδειγμα τον κλασσικό αλγόριθμο CSPF. Έχοντας μια αίτηση προς δρομολόγηση, για κάθε μήκος κύματος του δικτύου εξετάζεται η ύπαρξη ενός μονοπατιού. Αν το επιστροφόμενο σύνολο λύσεων είναι κενό αντιλαμβανόμαστε ότι δεν ήταν δυνατή η εύρεση πόρων. Τα επιστρεφόμενα μονοπάτια υπόκεινται σε admission control με αποτέλεσμα κάποια να

απορρίπτονται. Το ποσοστό του συνόλου λύσεων το οποίο τελικά περνάει τον έλεγχο δείχνει την συμφωνία του αλγορίθμου και του admission control και δείχνει το πόσο επιτυχής είναι η προσέγγιση του γενικού προβλήματος το οποίο λύνει το αλγοριθμικό κομμάτι. Το ποσοστό των λύσεων που τελικά απορρίπτονται είχε καθαρά να κάνει με τα impairments και συνεπώς με το πόσο άσχημα τα αντιμετωπίζει ο αλγόριθμος υπο εξέταση. Δε θα εξετάσουμε τον κώδικα που υλοποιεί αυτήν την ανάλυση για λόγους χώρου. Ωστόσο θα δώσουμε το flowchart (χάρτη ροής).



Με βάση αυτόν το χάρτη είναι δυνατό να έχουμε τη μέτρηση του blocking probability ανά αίτηση ως

$$BP = \max(1 - Feasible, 0)$$

Η ανάλυση της πιθανότητας γίνεται ως

$$BP_1 = \frac{Feasible}{AdmC + Feasible} \quad \text{και} \quad BP_2 = 1 - BP_1 .$$

Στην πράξη εμφανίζονται υβριδικές καταστάσεις όπου και οι δυο ποσότητες είναι μη μηδενικές. Ωστόσο ποιοτικά μπορούμε να πούμε ότι στην περιοχή χαμηλού φορτίου ο όρος BP_1 είναι περίπου 1 ενώ ο συμπληρωματικός όρος την περιοχή υψηλού φορτίου είναι κοντά στην ίδια τιμή. Το σημείο μετάβασης είναι χαρακτηριστικό για την ικανότητα του αλγορίθμου να προσαρμόζεται στην κατάσταση του δικτύου κάτω από impairments.

9.6.2 Εξειδικευμένες MPLS μετρήσεις

Ας αναφερθούμε στην τεχνική μετρήσεων που ακολουθείται στον MPLS προσομοιωτή. Υπάρχουν πολλαπλές μετρήσεις οι οποίες θα μας βοηθήσουν να καταλάβουμε τη λειτουργικότητα των αλγορίθμων και πολιτικών που επιλέγουμε. Οι μετρικές αυτές φαίνονται στον παρακάτω πίνακα μαζί με την επεξήγησή τους. Συγκεκριμένα δίνεται η θέση τους στο αρχείο μετρήσεων.

Property	Πληροφορία	Θέση στο αρχείο μετρήσεων
period_extra[0]	Γενικευμένη μέτρηση 1. Μέσος χρόνος ζωής μιας FEC.	11
period_extra[1]	Γενικευμένη μέτρηση 2. Πλήθος ενεργών FECs.	12
period_extra[2]	Γενικευμένη μέτρηση 3. Πλήθος FECs που δημιουργήθηκαν.	13
period_extra[3]	Γενικευμένη μέτρηση 4. Λόγος συμπίεσης.	14
period_extra[4]	Γενικευμένη μέτρηση 5. Fecs ανά ακμή.	15
period_extra[5]	Γενικευμένη μέτρηση 6. Διασπορά των FECs ανά ακμή.	16

Αξίζει να παρατηρήσουμε ότι ο μέσος χρόνος ζωής μιας FEC αν οι FECs δε βρίσκονται σε διαδικασία συμπίεσης είναι ίσος με τη διάρκεια προσομοίωσης. Το πλήθος των ενεργών FECs στη συγκεκριμένη περίπτωση είναι αύξουσα συνάρτηση του χρόνου αν το πεδίο onDemand=false. Το πλήθος των FECs που δημιουργήθηκαν είναι επίσης μοτονικό.

9.6.3 Εξειδικευμένες MPLS μετρήσεις

Οι MPLS μετρήσεις συνοψίζονται στον παρακάτω πίνακα. Είναι μόνο 3 επειδή οι ποσότητες που μας ενδιαφέρουν υποστηρίζονται στο γενικευμένες μετρήσεις. Οι πλέον εξειδικευμένες μετρήσεις θα γίνουν μέσω callbacks.

Property	Πληροφορία	Θέση στο αρχείο μετρήσεων
period_extra[0]	Γενικευμένη μέτρηση 1. Ποσοστό των αιτήσεων που απορρίφθηκαν λόγω έλλειψης πόρων.	11
period_extra[1]	Γενικευμένη μέτρηση 2. Ποσοστό των αιτήσεων που απορρίφθηκαν λόγω impairments.	12
period_extra[2]	Γενικευμένη μέτρηση 3. Μέσος παράγοντας Q ανά μονοπάτι τη στιγμή της δέσμευσής του. 0 αν η παράμετρος impaired=false.	13

9.7 Παραμετροποίηση του προσομοιωτή

Η παραμετροποίηση του προσομοιωτή επιτυγχάνεται μέσω ενός XML αρχείου ρυθμίσεων. Το αρχείο αυτό καθορίζει τις διάφορες παραμέτρους της προσομοίωσης με γνώμονα τη διευκόλυνση του χρήστη. Τυπικά αυτό το αρχείο χρησιμοποιείται από τον preprocessor του συστήματος για την διαμόρφωσή του σε ένα αρχείο κατάλληλο για τον προσομοιωτή. Η βασική λειτουργικότητα του preprocessor είναι η έκταση (expansion) των πληροφοριών ακμών του δικτύου και των πηγών κίνησης. Το τελικό αρχείο θα χρησιμοποιηθεί για την εκτέλεση της προσομοίωσης. Η προεργασία αυτή εκτελείται από το εργαλείο netsimPreprocessor. Στο παρον θα αναλύσουμε το κύριο αρχείο προσομοίωσης. Θα αρχίσουμε με το στοιχείο filePrefs που με την ιδιότητά του path καθορίζει τον κατάλογο που θα σωθούν τα αρχεία και έχει τη μορφή :

```
<filePrefs path="c:/VONTemp">
  <graphFile></graphFile>
  <plotFile>tlop.csv</plotFile>
  <epochFile/>
  <edgeFile/>
  <proccessorFile></proccessorFile>
  <trafficFile></dispatcherFile>
  <rcmFile/>
  <nmsFile></nmsFile>
```



```
</filePrefs>
```

Ο επόμενος πίνακας περιγράφει τη λειτουργία κάθε υποστοιχείου

Όνομα υποστοιχείου	Λειτουργία
graphFile	Καταγράφει πληροφορίες για τη χρονική συμπεριφορά του γράφου. Στην παρούσα υλοποίηση είναι πλήρης καταγραφή του γράφου ανά ακμή.
plotFile	Καταγράφει τα αποτελέσματα των γενικευμένων μετρήσεων ανά προσομοίωση.
epochFile	Καταγράφει τα αποτελέσματα των γενικευμένων μετρήσεων ανά εποχή προσομοίωσης.
edgeFile	Αρχεία της μορφής <edgeFile>_source_destinattion_multiplicity που καταγράφουν πληροφορίες για τις ακμές.
processorFile	Καταγράφει τα αποτελέσματα δεσμευσης αποδέσμευσης ανά αίτηση.
trafficFile	Καταγράφει τα αποτελέσματα δημιουργίας και καταστροφής ανά αίτηση στον traffic generator.
pluginFile	Καταγράφει γεγονότα που συμβαίνουν μέσα στο plugin.
nmsFile	Καταγράφει τις αποφάσεις που παίρνει το NMS.
rcmFile	Καταγράφει τις αποφάσεις που παίρνει το RCM.

Στη συνέχεια θα περιγράψουμε το στοιχείο που ελέγχει τις μετρήσεις. Το στοιχείο αυτό που ονομάζεται measurementPrefs φαίνεται στον πιο κάτω πίνακα

```
<measurementPrefs>
  <timeStep val="10"/>
  <flowStep val="100000"/>
  <lifeStep val="1"/>
  <maxEpochs val="1"/>
```

```

<transientSteps val="5"/>
<smoothingSteps val="2"/>
<variation val="0.01"/>
<unload val="false"/>
<algorithm val="mplsSimulator.mplsOriginalSWPF"/>
<algorithm_args>plain</algorithm_args>
<scheduling val="0"/>
</measurementPrefs>

```

Ο επόμενος πίνακας περιγράφει τη λειτουργία κάθε υποστοιχείου

Όνομα υποστοιχείου	Λειτουργία
variation	Το κατώφλι για ανίχνευση μόνιμης κατάστασης
transientSteps	Πλήθος διαδοχικών μόνιμων καταστάσεων. Σηματοδοτεί την έναρξη των μετρήσεων.
timeStep	Μετρήσεις σε τακτά χρονικά διαστήματα.
flowStep	Μετρήσεις όταν δημιουργούνται flowStep νέες αιτήσεις.
maxEpochs	Πλήθος εποχών προσομοίωσης.
smoothingSteps	Εξομάλυνση με μέσο όρο smoothingSteps μετρήσεων.
unload	Για λόγους αποσφαλμάτωσης (debugging) αδειάζουμε τον γράφο χρονικά.
algorithm	Το plugin αλγορίθμου που θα φορτωθεί.
algorithm_args	Παράμετροι του plugin αλγορίθμου.
scheduling	FF=0, BF=1, RF=2.

Το στοιχείο typePrefs εξασφαλίζει τον τύπο της προσομοίωσης. Οι δυο δυνατές τιμές είναι

ΜΡΛΣ προσομοιώσεις :

```

<typePrefs>
  <simtype val="Optical">
    <opticalconf impaired="true" qfactor="14" />
  </simtype>

```

```
</typePrefs>
```

MPLS προσομοιώσεις :

```
<typePrefs>
  <simtype val="MPLS">
    <mplsconf bound="10000" harshRoute="false" />
  </simtype>
</typePrefs>
```

Δε θα ασχοληθούμε με τις MPLS προσομοιώσεις. Για τις MPLS προσομοιώσεις αναφέρουμε ότι η επιλογή της ενεργοποίησης των impairments γίνεται με την ιδιότητα impaired και το κατώφλι για αποδεκτό σηματοθορυβικό λόγο είναι η ιδιότητα qfactor. Στη συνέχεια θα δούμε πως περιγράφονται οι ακμές. Οι ακμές περιγράφονται στο στοιχείο

```
<topologyPrefs nodes="15">
```

που περιέχει και το πλήθος των κόμβων για επιβεβαίωση και συγκεκριμένα στο υποστοιχείο listOfEdgeProperties. Για λόγους επαναχρησιμοποίησης ιδιοτήτων των ακμών και διευκόλυνση του χρήστη μια ακμή περιγράφεται ως ένα ζεύγος κόμβων πηγής-προορισμού (bulkPair) και οι ακμές ομαδοποιούνται σε λίστες με κοινές ιδιότητες, τα στοιχεία edgeProperties. Για μέγιστη διευκόλυνση του χρήστη δίνεται η δυνατότητα για ορισμό από στοιχεία bulkPair με λίστες κόμβων τις οποίες ο netsimPrerocessor αναπτύσσει. Για παράδειγμα το bulkPair

```
<bulkPair from="0-1" to="2-4" bidirectional="true"/>
```

αναπτύσσεται μετά την επεξεργασία σε

```
<bulkPair from="0" to="2" bidirectional="false"/>
<bulkPair from="2" to="0" bidirectional="false"/>
<bulkPair from="0" to="3" bidirectional="false"/>
<bulkPair from="3" to="0" bidirectional="false"/>
<bulkPair from="0" to="4" bidirectional="false"/>
<bulkPair from="4" to="0" bidirectional="false"/>
<bulkPair from="1" to="2" bidirectional="false"/>
<bulkPair from="2" to="1" bidirectional="false"/>
<bulkPair from="1" to="3" bidirectional="false"/>
<bulkPair from="3" to="1" bidirectional="false"/>
<bulkPair from="1" to="4" bidirectional="false"/>
<bulkPair from="4" to="1" bidirectional="false"/>
```

Έτσι από ένα στοιχείο edgeProperties

```
<edgeProperties>
  <listOfBulkPairs>
    <bulkPair from="0-1" to="2-4" bidirectional="true"/>
  </listOfBulkPairs>
  <characteristics    initialbw="11"    distance="20"    monitor="true"
copies="1"/>
</edgeProperties>
```

Καταλήγουμε σε μια λίστα από ακμές της οποίας το πρώτο στοιχείο είναι

```
<edge Id=... monitor="true" from="0" to="2" initialbw="11" distance="20"/>
```

Οι ιδιότητες της κάθε ακμής αναλύεται στον επόμενο πίνακα

Ιδιότητα	Λειτουργία
initialbw	Το εύρος ζώνης που έχουμε εγκαταστήσει σε κάθε ακμή.
distance	Η γενικευμένη απόσταση/κόστος της κάθε ακμής.
monitor	Αν θα παρακολουθούμε χρονικά την ακμή σε αρχείο.
copies	Πόσα αντίγραφα αυτής της ακμής θα κατασκευάσει ο netsimPreprocessor κατά την επεξεργασία (επιτρέπονται multi-fiber δίκτυα).

Παρόμοιες παρατηρήσεις ισχύουν για το στοιχείο trafficPrefs το οποίο αποτελείται από λίστα με στοιχεία injectorProperties. Το κάθε στοιχείο injectorProperties περιέχει ένα σύνολο από ιδιότητες για τις πηγές κίνησης και τις ίδιες τις πηγές κίνησης. Αναφέρουμε ότι το στοιχείο trafficPrefs ουσιαστικά καθορίζει το traffic matrix του συστήματος αλλά όχι με μέσους όρους ρυθμών αλλά αντίστοιχα με πλήρη περιγραφή των κατανομών. Ένα τυπικό στοιχείο injectorProperties έχει τη μορφή

```
<injectorProperties>
  <listOfBulkPairs>
    <bulkPair from="0-1" to="2-4" bidirectional="true"/>
  </listOfBulkPairs>
  <densities>
    <lifeDens>
      <distro name="distroUniform" param1="20" param2="180"/>
    </lifeDens>
  </densities>
</injectorProperties>
```

```

    </lifeDens>
    <arrivalDens>
      <distro name="distroUniform" param1="20" param2="40"/>
    </arrivalDens>
    <bwDens>
      <distro name="distroDeterministic" param1="5" param2="5" />
    </bwDens>
  </densities>
</injectorProperties>

```

Το οποίο αναπτύσσεται από τον netsimPreprocessor όπως και προηγουμένως σε μια λίστα με πρώτο στοιχείο

```

<injector from="0" to="2">
  <lifeDens>
    <distro name="distroUniform" param1="20" param2="180"/>
  </lifeDens>
  <arrivalDens>
    <distro name="distroUniform" param1="20" param2="40"/>
  </arrivalDens>
  <bwDens>
    <distro name="distroDeterministic" param1="5" param2="5"/>
  </bwDens>
</injector>

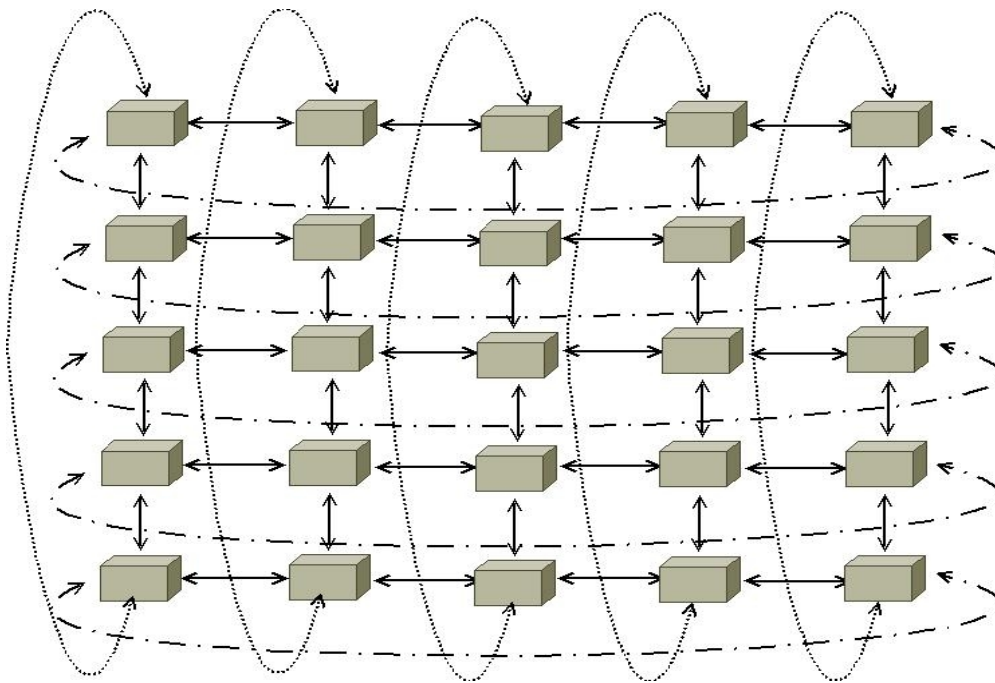
```

Έχουμε ήδη αναλύσει τη σημασία των κατανομών. Ο επόμενος πίνακας δίνει συνοπτικά τη λειτουργία των στοιχείων

Στοιχείο	Λειτουργία
lifeDens	Κατανομή στο χρόνο εξυπηρέτησης μια αίτησης.
arrivalDens	Κατανομή στο χρόνο μεταξύ διαδοχικών αφίξεων
bwDens	Κατανομή στις απαιτήσεις εύρους ζώνης.

10. Μετρήσεις

10.1 Πείραμα 1. Δίκτυο τόρος χωρίς impairments



Σχήμα 43: Δίκτυο τόρου

Το πρώτο πείραμα που θα εκτελέσουμε είναι πάνω στο κλασικό δίκτυο τόρου που χρησιμοποιείται εκτενώς για την επίδειξη θεωρητικών και πειραματικών αποτελεσμάτων [190],[191], [108]. Ο τόρος αποτελεί μια ακραία περίπτωση mesh δικτύου. Θα επιλέξουμε ένα 5x5 τόρο. Θεωρούμε ότι όλοι οι κόμβοι αποτελούν εν δυνάμει πηγές και καταναλωτές κίνησης με τα ίδια χαρακτηριστικά. Θα εκτελέσουμε την προσομοίωση με σκοπό να κατανοήσουμε ποσο διαφέρει η δρομολόγηση σε ένα οπτικό και σε ένα μη οπτικό δίκτυο. Γι αυτό το σκοπό θα χρησιμοποιήσουμε συγκεκριμένες ρυθμίσεις για τη γέννηση αιτήσεων. Αναφέρουμε ότι το φορτίο που παράγεται αρχικά από τους κόμβους είναι επιλεγμένο να είναι μοναδιαίο ώστε να εξασφαλίσουμε το δίκτυο να αρχίζει από μηδενική πιθανότητα για blocking. Αυτό φαίνεται από τις ρυθμίσεις που δίνουν κίνηση 1 Erlang. Για τη φόρτιση του δικτύου οι αιτήσεις γεννούνται ανά ζεύγη με εκθετικές παραμέτρους. Το φορτίο για κάθε κόμβο αυξάνει κατά 0.5 Erlang σε κάθε εποχή για 40 εποχές προσομοίωσης. Μετρήσεις παίρνονται ανά 10000 αιτήσεις και η ανοχή που επιλέγουμε είναι 1% για τα αποτελέσματα της πιθανότητας blocking. Ο αλγόριθμος που έχει επιλεγεί είναι ενδεκτικός. Σχετικά με τον τρόπο λήψης των αποτελεσμάτων τα πρώτα 5 γεγονότα μέτρησης δεν περιλαμβάνονται στους υπολογισμούς (μεταβατική κατάσταση) και περιλαμβάνουμε ένα γεγονός μέτρησης στις μετρήσεις μας μετά τη σταθεροποίηση των αποτελεσμάτων.

```

<simulationProperties inject="pairs">
  <listOfPairInjectors>
    <pairInjector>
      <listOfBulkPairs>
        <bulkPair bidirectional="false" from="0-24" to="0-24"/>
      </listOfBulkPairs>
      <densities>
        <lifeDens>
          <distro name="distroBernoulli" param1="100" param2="0"/>
        </lifeDens>
        <arrivalDens>
          <distro name="distroBernoulli" param1="100" param2="0"/>
        </arrivalDens>
        <bwDens>
          <distro name="distroDeterministic" param1="1" param2="0"/>
        </bwDens>
      </densities>
    </pairInjector>
  </listOfPairInjectors>
</simulationProperties>

```

και για τη λήψη των μετρήσεων

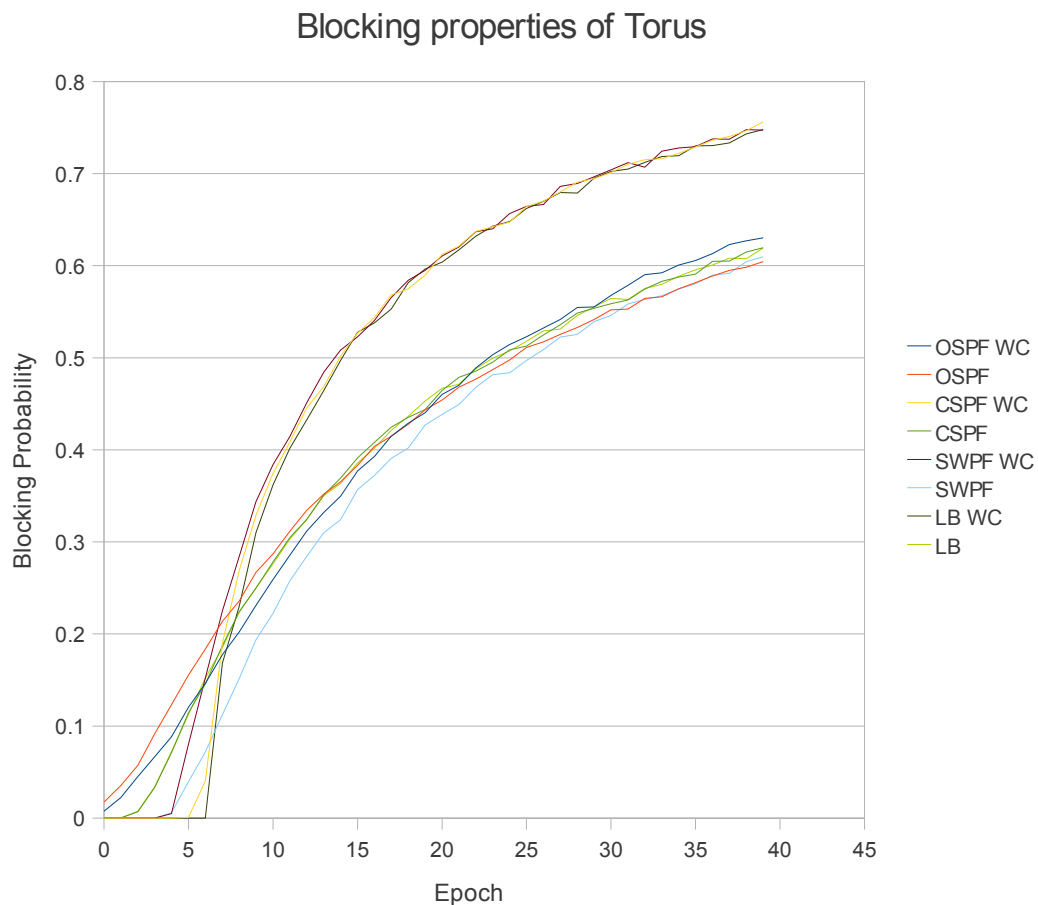
```

<simulationPrefs>
  <typePrefs>
    <simtype val="Optical">
      <opticalconf continuous="true" impaired="false"/>
    </simtype>
  </typePrefs>
  <statisticPrefs>
    <timeStep val="100"/>
    <flowStep val="10000"/>
    <lifeStep val="50"/>
    <maxEpochs val="40"/>
    <transientSteps val="5"/>
    <smoothingSteps val="1"/>
    <variation val="0.01"/>
    <unload val="false"/>
    <algorithm val="impairedSWPF"/>
    <algorithm_args>nomasquarade;noheavy;plain</algorithm_args>
    <scheduling val="2"/>
  </statisticPrefs>
  <filePrefs path="/home/vanag/Vasilis/VONTemp/Impaired_Torus">
    <graphFile/>
    <plotFile>torus_5.csv</plotFile>
    <edgeFile/>
    <proccFile/>
    <rcmFile/>
    <dispFile/>
    <mathgraphFile/>
    <computationFile/>
    <flowgenFile/>
    <nmsFile/>
  </filePrefs>

```

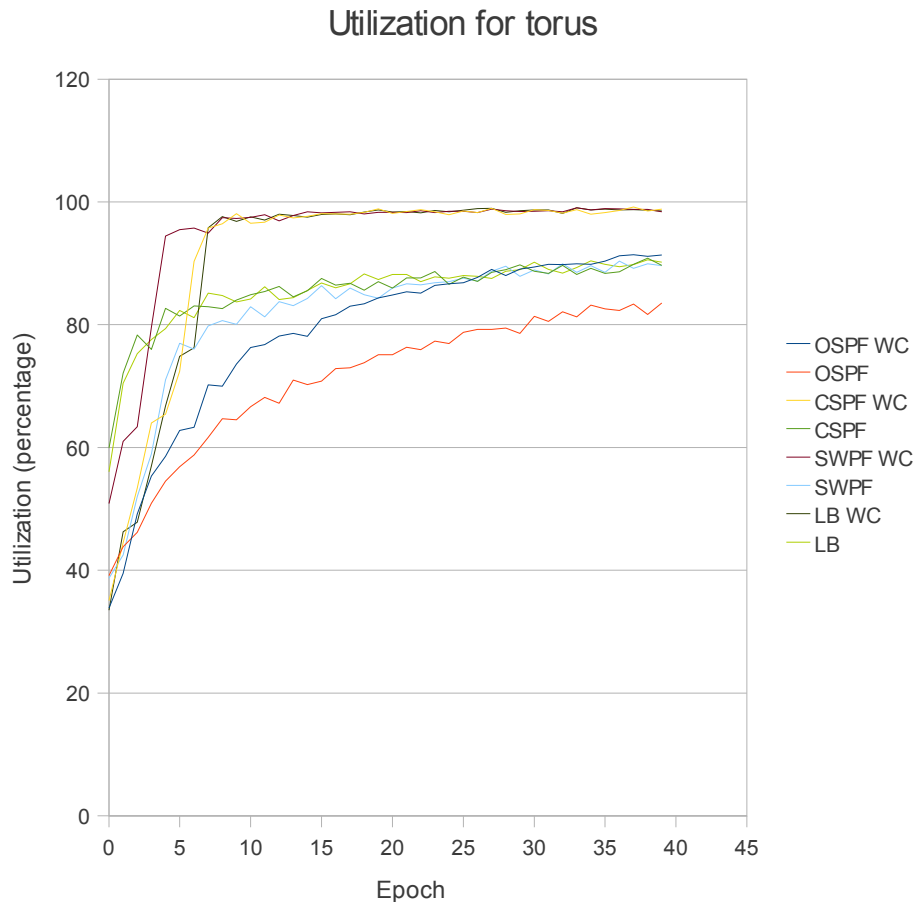
</simulationPrefs>

10.1.1 Μέτρηση 1: Blocking Probability



Αν θεωρήσουμε το κατώφλι 10% ή και 5% όπως περιγράφεται στις αναφορές [192] , [106] ως μη αποδεκτό σε όρους blocking τη χειρότερη επίδοση την έχει ο OSPF αλγόριθμος χωρίς μετατροπή μήκους κύματος κάτι το οποίο επαληθεύει τα αποτελέσματα των αναφορών [106][],[193][],[194]. Αμέσως μετά έρχεται η εκδοχή του με μετατροπή μήκους κύματος. Στη συνέχεια ο αλγόριθμος CSPF χωρίς μετατροπή μήκους κύματος κάνει κακή οργάνωση των πόρων. Ο αλγόριθμος SWPF με μετατροπή μήκους κύματος φαίνεται να τα καταφέρνει καλύτερα από τους τρεις προηγούμενους αλλά η εκδοχή τους χωρίς μετατροπή κύματος παραδόξως αντιμετωπίζει καλύτερα μεγάλα φορτία. Ο CSPF αλγόριθμος

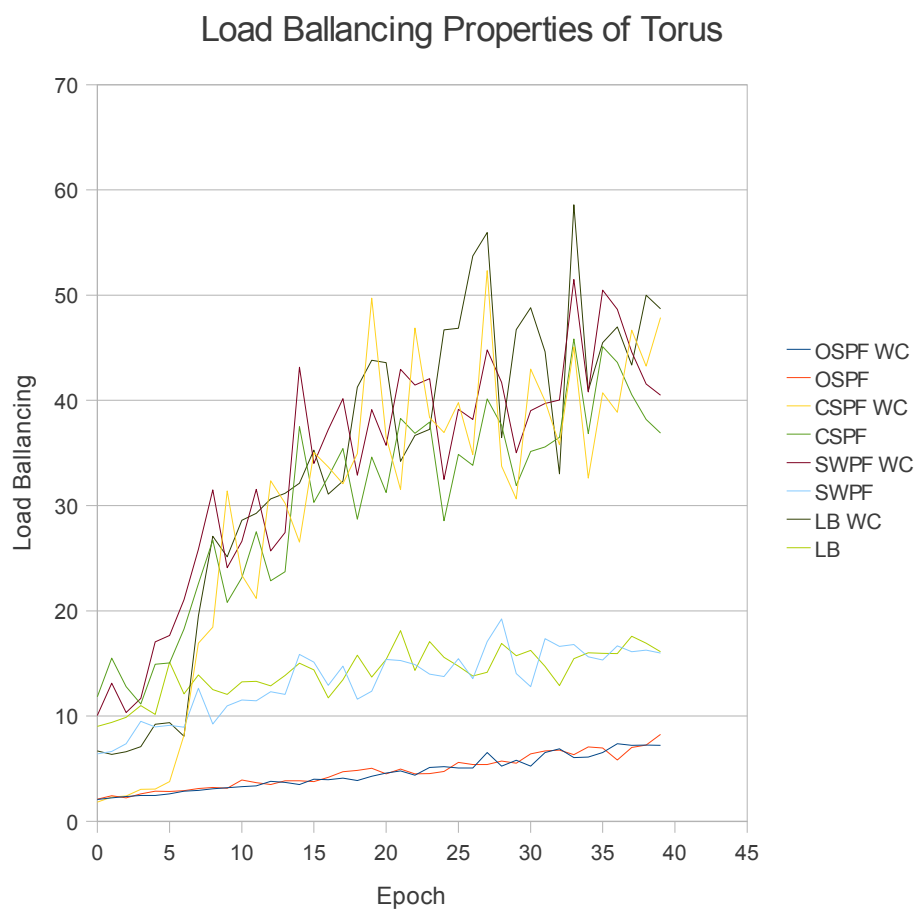
μαζί με τον CSPF-LB (θέτουμε κόστος ακμής τη χρήση πόρων) φαίνεται ότι παρέχουν τα καλύτερα αποτελέσματα μέχρι $BP=10\%$, με άλλα όγια στη περιοχή χαμηλού blocking. Αμέσως μετά παρουσιάζουν πολύ μεγάλη αστάθεια και γίνονται χειρότεροι από τους άλλους πολύ γρήγορα γεγονός που δείχνει ευαισθησία στην καταληψιμότητα των ακμών. Την πλέον ομαλή συμπεριφορά έχει ο SWPF χωρίς μετατροπή μήκους κύματος.



10.1.2 Μέτρηση 2: Χρήση πόρων

Ως προς τη χρήση πόρων η εικόνα δεν αλλάζει πολύ. Αξίζει να σημειωθεί ότι οι αλγόριθμοι CSPF και CSPF-LB γρήγορα καταναλώνουν τους πόρους τους προχωρώντας σε κορεσμό του δικτύου αλλά κάνουν καλή χρήση κρατώντας το blocking χαμηλό. Οι υπόλοιποι αλγόριθμοι δεν εξαντλούν τους πόρους του δικτύου με αποτέλεσμα να έχουν ένα σημείο κορεσμού πολύ μικρότερο από τους προαναφερθέντες, ωστόσο δεν κάνουν καλή χρήση του περιθωρίου που έχουν. Συνεπώς θα πρέπει να περιμένουμε και κακό load-balancing.

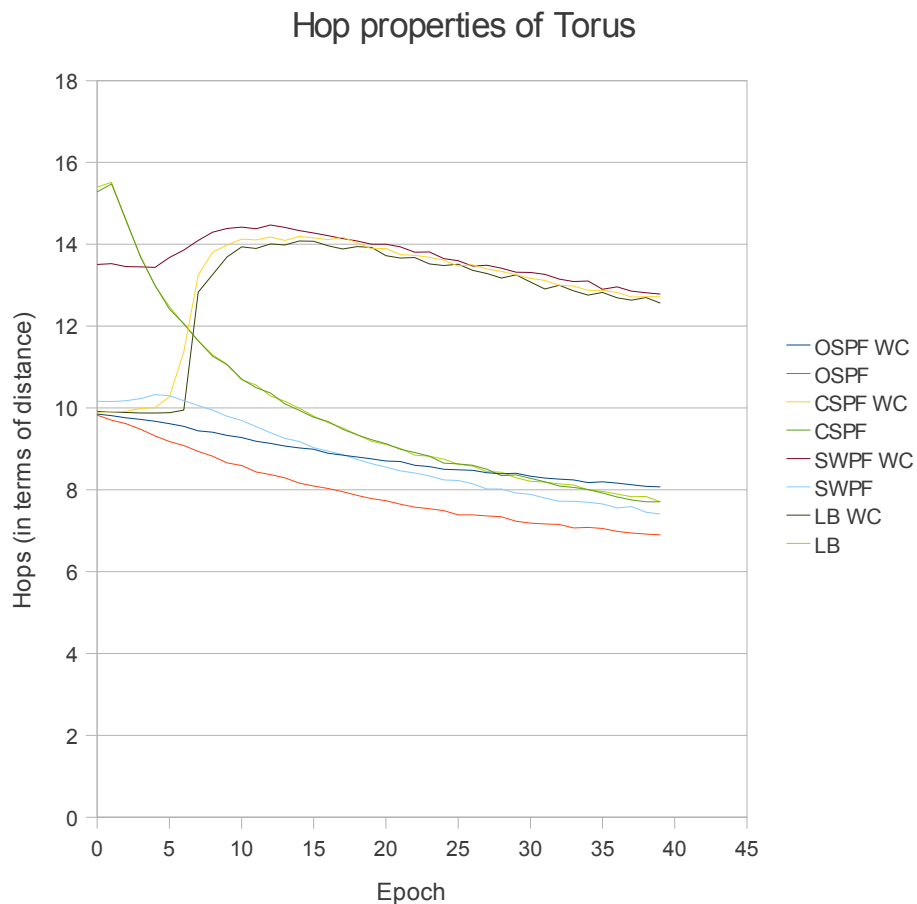
10.1.3 Μέτρηση 3: Load-Ballancing



Ως προς την κατανομή του φορτίου ο αλγόριθμος SWPF με μετατροπή μήκους κύματος για χαμηλά φορτία παρέχει πολύ καλές ιδιότητες κάτι που φαίνεται και από τη θεωρία. Ο CSPF αλγόριθμος επίσης παρρέχει παραπλήσια επίδοση με το κόστος του αυξημένου blocking. Παραδόξως ο SWPF αλγόριθμος δεν καταφέρνει να καταναίμει ομοιόμορφα τη διαχείριση πόρων αν και είναι σαφώς καλύτερος σε

όρους blocking.

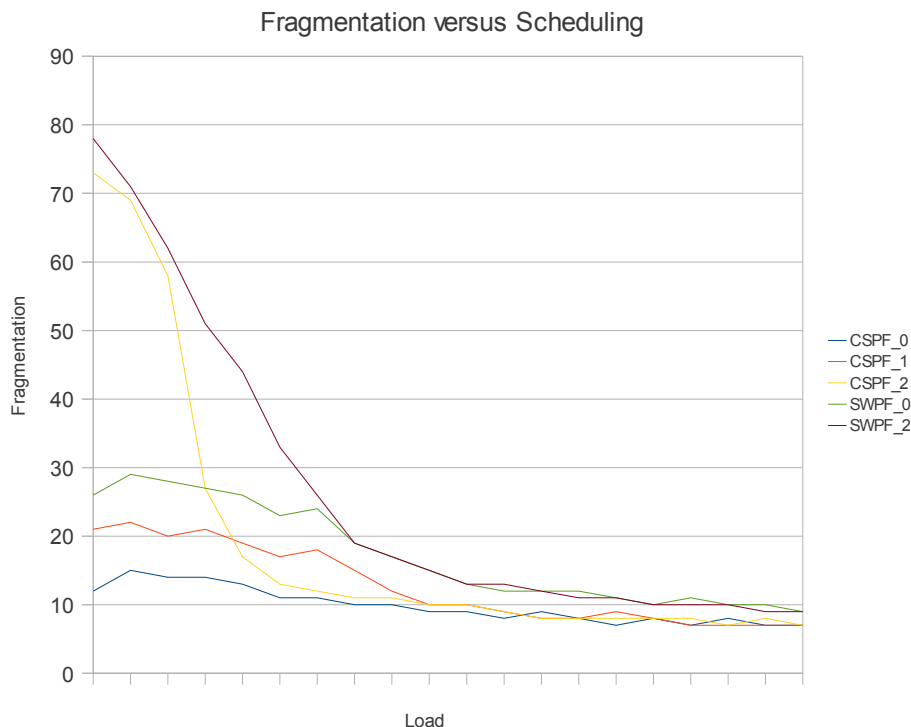
10.1.4 Μέτρηση 4: Μήκος σε hops.



Τα αποτελέσματα είναι εντυπωσιακά και χαρακτηρίζονται από μεγάλη ποικιλία. Ο SWPF αλγόριθμος συμπεριφέρεται ανάλογα με τους OSPF αλγορίθμους. Είναι χαρακτηριστική η σταθεροποίηση που προσφέρει η δρομολογηση με βάση τη συνέχεια κύματος η οποία οδηγεί σε ασυνέχειες.ό το σχήμα παρατηρούμε ότι η συνέχεια κύματος οδηγεί σε φαινόμενα κορεσμού κάτι το οποίο είναι εύλογο αν σκεφτούμε ότι το μέγιστο μονοπάτι το οποίο χαρακτηρίζεται από ελεύθερους πόρους είναι σχετικά μικρό [195], [196]. Ωστόσο παρουσιάζονται μετασταθείς καταστάσεις οι οποίες καθαρά χαρακτηρίζουν δυο περιοχές υψηλού και χαμηλού blocking.

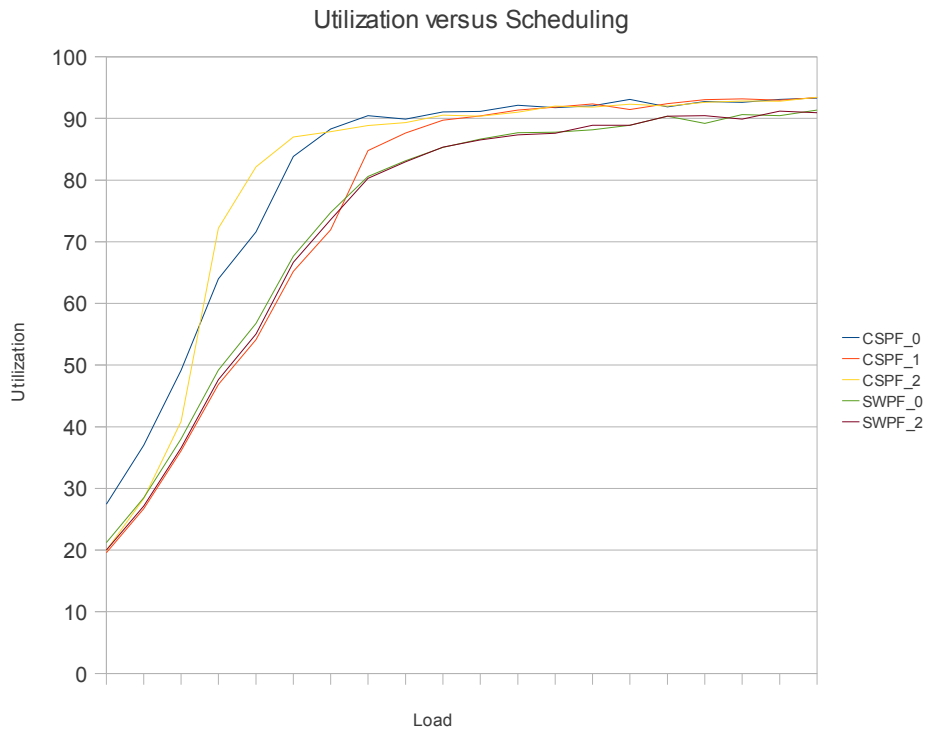
10.1.5 Μέτρηση 5 : Scheduling

Στην επόμενη σειρά μετρήσεων θα δούμε πως το scheduling επηρεάζει τα αποτελέσματα. Συνεπώς αναφερόμαστε στην περίπτωση της δρομολόγησης με συνέχεια κυματος. Όπως έχουμε ήδη πει οι επιλογές μας περιορίζονται σε Best Fit, Random Fit και First Fit. Η παράμετρος που καθορίζει την επιλογή αυτή παίρνει τις τιμές 1,2 και 0 αντίστοιχα. Η πρώτη μέτρηση που θα κάνουμε μας δείχνει την επιρροή στον κατακερματισμό των δεσμεύσεων. Αναμένουμε μια αύξηση στην περίπτωση του Random Fit και αυτό γιατί δεν υπάρχει οργάνωση στις δεσμεύσεις. Το αξιοπερίεργο είναι ότι Best Fit CSPF παρουσιάζει καλύτερα χαρακτηριστικά σε σχέση με τον SWPF First Fit.

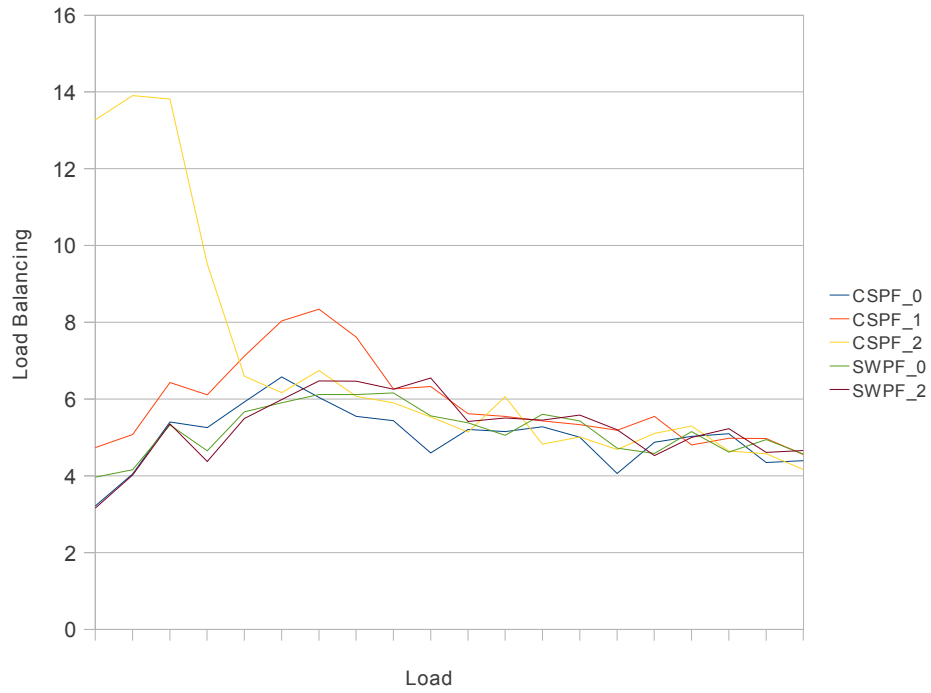


Στην επόμενη μέτρηση βλέπουμε την επιρροή στο utilization. Ο CSPF Random Fit τείνει να εξαντλεί πιο γρήγορα τους πόρους ενώ στην αντίθετη άκρη ο SWPF Random Fit κάνει πιο ομαλή χρήση. Αυτό φαίνεται και στην περίπτωση του load balancing. Ενδιαφέρουσες παρατηρήσεις προκύπτουν όταν αναφερόμαστε στις επιδόσεις ως προς το blocking. Ο CSPF είναι γενικά πολύ πιο ευαίσθητος στο scheduling από ότι ο SWPF. Ειδικά φαίνεται ότι ο CSPF είναι καθαρά σχεδιασμένος να λειτουργεί σε Best Fit scheduling κάτι το οποίο δε φαίνεται να έχει κάποιο αποτέλεσμα πάνω στον SWPF. Τέλος ολοκληρώνουμε τα πειράματά

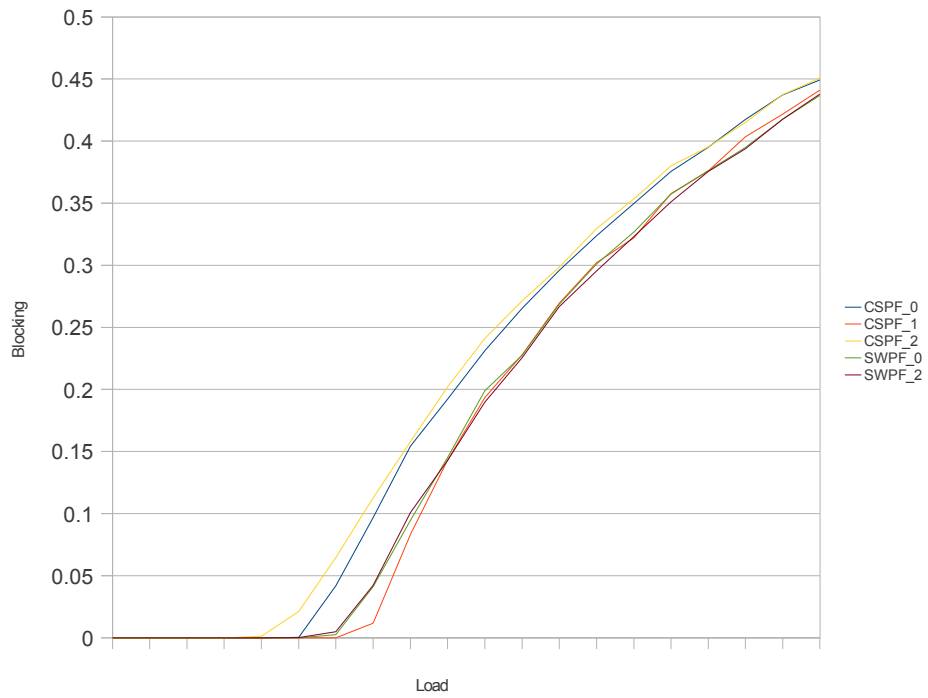
μας παρατηρώντας τη μεταβολή του αριθμού των hops ανάλογα με το scheduling. Τα αποτελέσματα επιβεβαιώνουν τις αναφορές [102], [197].

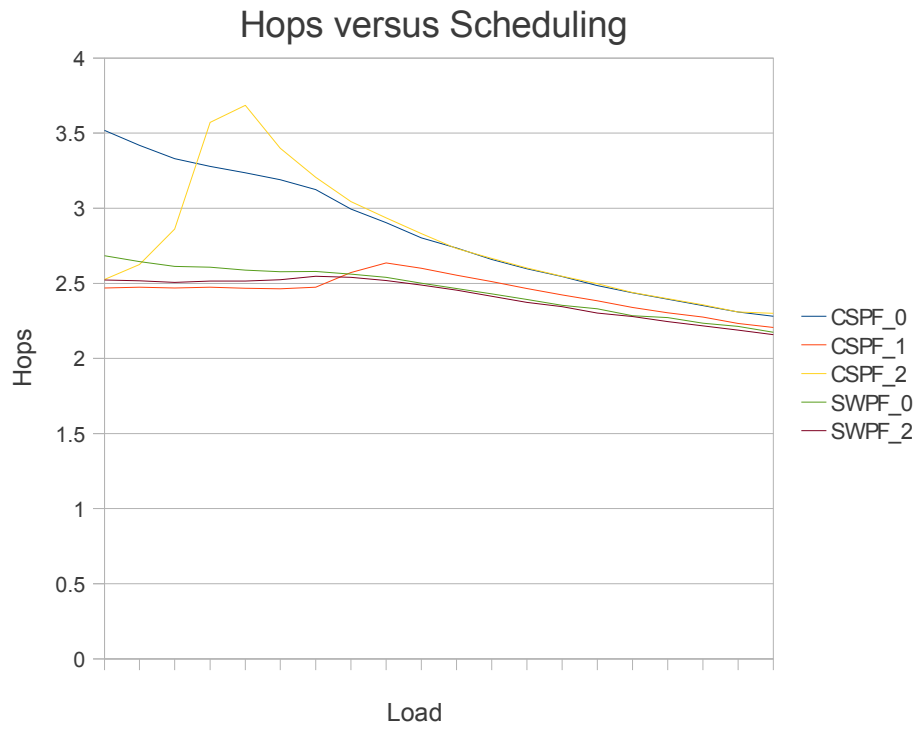


Load Balancing versus Scheduling

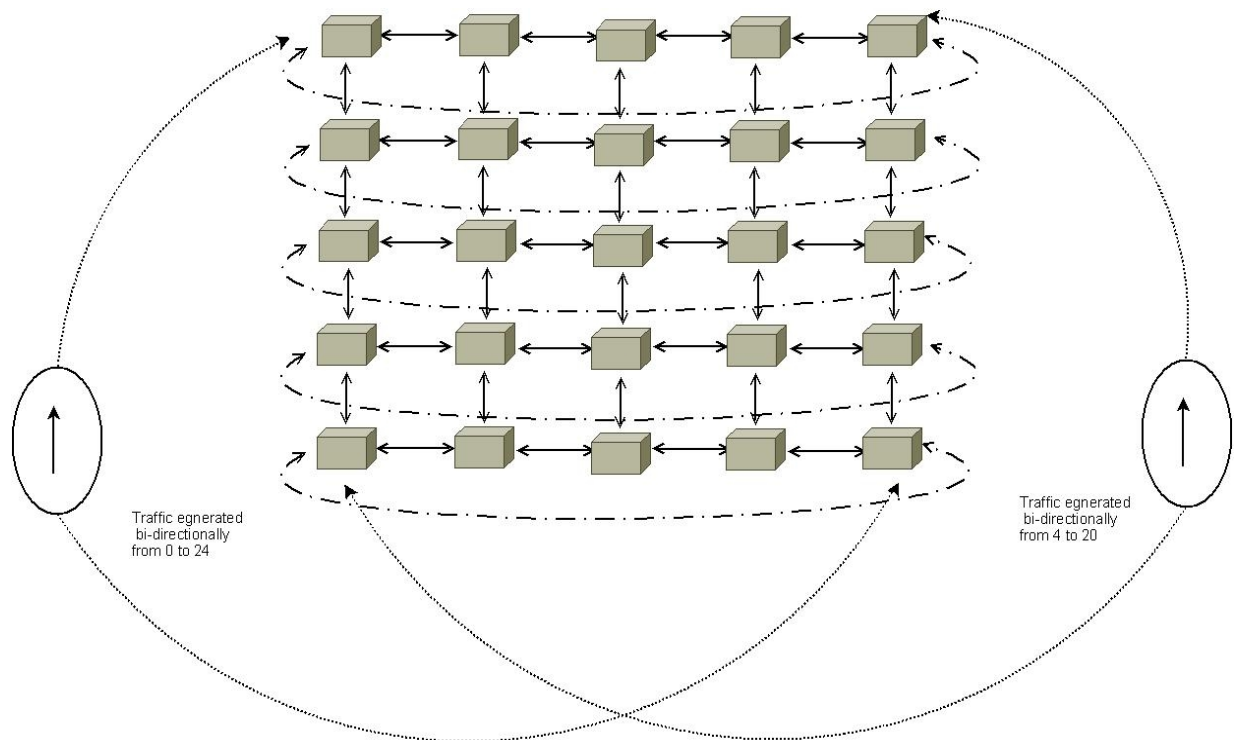


Blocking versus Scheduling





10.2 Πείραμα 2. Δίκτυο κυλίνδρου με impairments



Στα προηγούμενα πειράματα δεν λάβαμε υπόψιν μας τα impairments. Μάλιστα παρακολούθησαμε όλη την ιστορία του δικτύου καθώς το φορτίο αυξάνει συνέχεια. Τώρα θα επικεντρωθούμε την περιοχή που ενδιαφέρει τους κατασκευαστές με blocking probability από 0 έως 0.01. Οι μετρήσεις μας θα πραγματοποιηθούν για τους αλγορίθμους SWPF/CSPF με διάφορες τιμές scheduling. Πριν κάνουμε όμως τις μετρήσεις μας θα πρέπει να αναθέσουμε αποστάσεις στις ακμές. Ας θεωρήσουμε μια τυπική τιμή κατωφλίου ίση με 14, [129]. Για τις παραμέτρους του δικτύου μας, από τη σχέση

$$Q = \frac{P}{\sqrt{a_0 + a_1 M^2} + \sqrt{b_0 + b_1 M + a_1 M^2 + \sum_{i=1}^N (\sigma_{XPM,i}^2 + \sigma_{FWM,i}^2)}}$$

θέτοντας τους όρους XPM και FWM ίσους με 0 και τρέχοντας τον προσομοιωτή παίρνουμε

sigma0 = 21.638725110375884

sigma1 = 449.0703322289118

Linear term = 38259.729137745046

Peff = 30888.321559235494

το οποίο για τον αριθμό των spans δίνει την εξίσωση

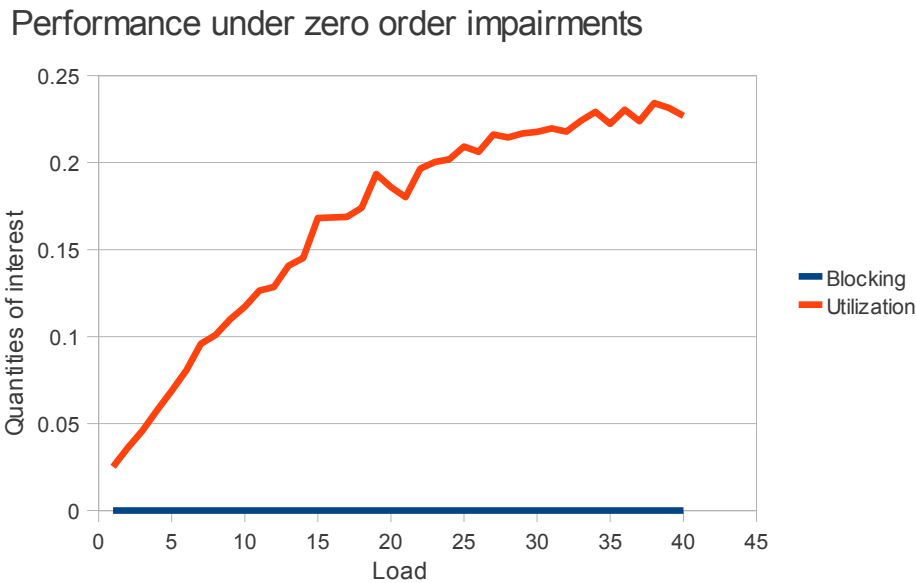
$$14 = \frac{30888.321559235494}{\sqrt{21.638725110375884 + M^2} + \sqrt{449.0703322289118 + 38259.729137745046M + M^2}}$$

και συνεπώς $M=114$. Μια μακρινή διαδρομή στο γράφο είναι περιφερειακά από το κόμβο 0 (πάνω αριστερά) στο κόμβο 24 κάτω δεξιά. Αυτή περιέχει 8 hops. Και συνεπώς $114/8 = 14.25 > 14$ είναι ένα μήκος ακμής το οποίο σε περίπτωση που δεν υπήρχαν XPM, FWM impairments θα έπρεπε να είναι ανεκτό από πλευράς θορύβου. Θα το επιβεβαιώσουμε αυτό στην πρώτη μέτρηση.

10.2.1 Μέτρηση 1

Στη μέτρηση αυτή φράσσουμε το μέγιστο επιτρεπτό μήκος ενός μονοπατιού με μήκος 114 spans το οποίο είναι ισοδύναμο με το να αγνοήσουμε τις μη-γραμμικότητες αλλά να απαιτήσουμε παράγοντα Q μεγαλύτερο ή ίσο με 14. Οι παράμετροι της προσομοίωσης είναι

Inter-arrival Time	100
Service Time	100
Epochs	40
Step	100
Scheduling	BF



Η παραπάνω μέτρηση επιβεβαιώνει το γεγονός ότι για τη συγκεκριμένη επιλογή μηκών στις ακμές δεν υπάρχει κάποια αύξηση του blocking probability. Στην επόμενη μέτρηση θα δούμε πως η χρήση όλων των impairments θα αυξήσει τις ποσότητες αυτές.

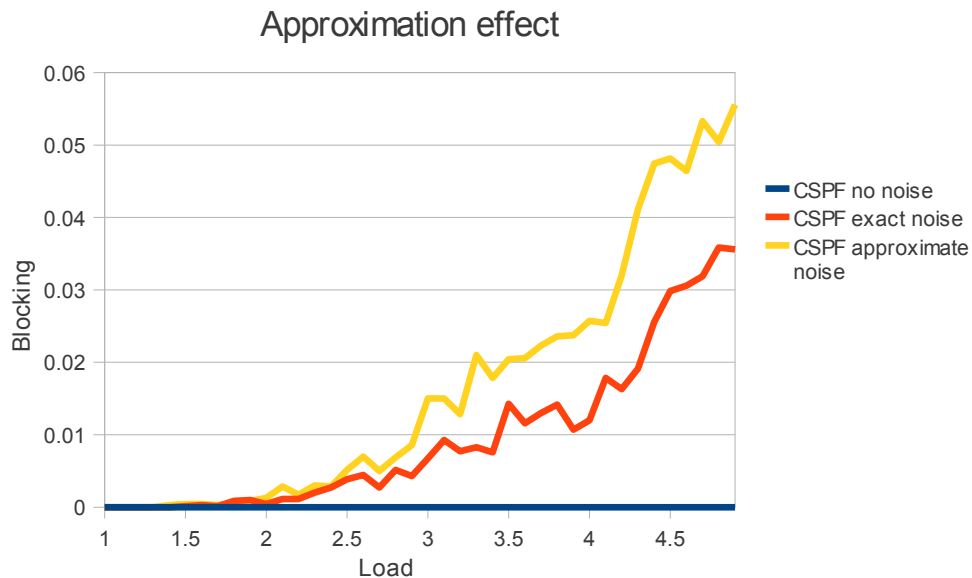
10.2.2 Μέτρηση 2

Στη μέτρηση αυτή θα δούμε πως τα φαινόμενα με βάση το θόρυβο μπορούν να προσεγγιστούν με βάση μια εκτίμηση της χειρότερης κατάστασης. Σε αυτή τη μέτρηση τα φαινόμενα δεύτερης τάξης και τρίτης τάξης έχουν απορροφηθεί στον όρο XPM με εξαίρεση τα φαινόμενα τρίτης τάξης όπου

$$k = i + j - k \Rightarrow k = \frac{i + j}{2}$$

και σε αυτά έχουμε γραμμικοποιήσει όρους με μέγεθος κάτω από 10.000. Οι παράμετροι της προσομοίωσης για τον αλγόριθμο CSPF είναι

Inter-arrival Time	100
Service Time	100
Epochs	40
Step	10
Scheduling	BF

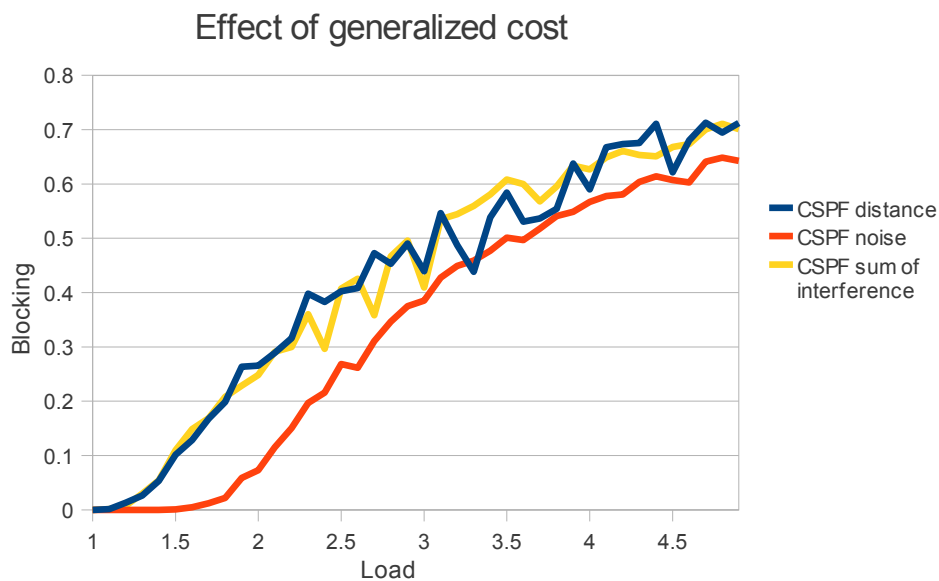


Το συμπέρασμα σε αυτήν την περίπτωση είναι ότι μπορούμε αισθητά να μειώσουμε το χρόνο προσομοίωσης χωρίς μεγάλη διαφορά στο blocking performance μέχρι 5% blocking που είναι και η περιοχή πρακτικού ενδιαφέροντος. Αυτό θα απλοποιήσει πολύ την αντιμετώπιση αφού το μέγεθος αρχείου σταθερών από 267KB μειώνεται σε μόνο 17KB.

10.2.3 Μέτρηση 3

Στη μέτρηση αυτή θα δούμε πως χρησιμοποιώντας ως γενικευμένο κόστος το θόρυβο που βλέπει μια εισερχόμενη αίτηση ως στιγμιότυπο σε κάθε μήκος κύματος μιας ακμή μπορούμε να μειώσουμε το blocking probability. Θα χρησιμοποιήσουμε το προσεγγιστικό μοντέλο για τα impairments.

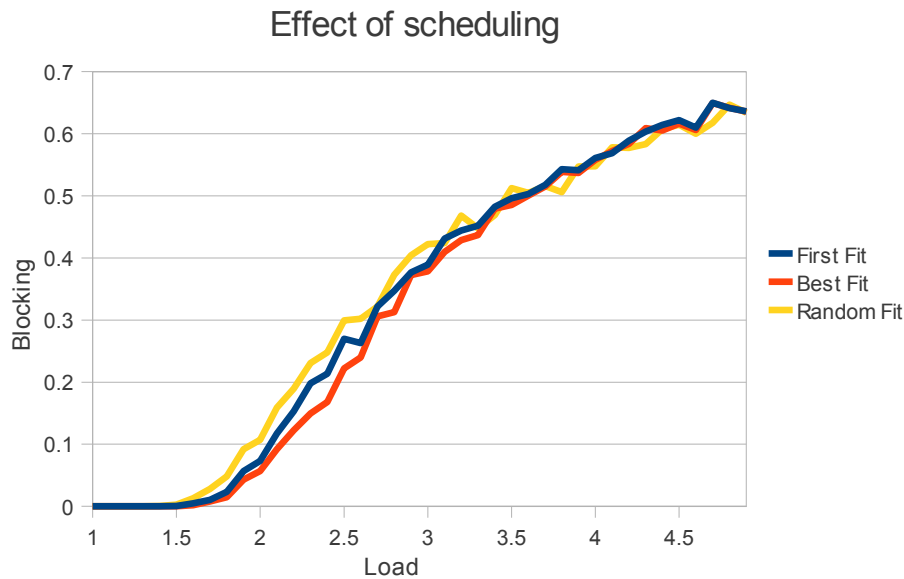
Inter-arrival Time	100
Service Time	100
Epochs	40
Step	10
Scheduling	BF



Παρατηρούμε ότι η χρήση του θορύβου ως γενικευμένου κόστους μειώνει κατά πολύ το blocking. Αυτό είναι ένα πολύ ενδιαφέρον αποτέλεσμα το οποίο παρουσιάζει μια δυσκολία στην ερμηνεία του. Ωστόσο μπορούμε να δώσουμε μια ποιοτική περιγραφή. Η επιλογή του μήκους ακμής ως κόστος της παραβλέπει το γεγονός ότι δεν συμπεριφέρονται όλα τα μήκη κύματος το ίδιο κάτω από impairments. Επίσης η ίδια επιλογή τείνει να συνωστίζει περισσότερο τις ακμές στο ελάχιστο μονοπάτι με αποτέλεσμα ακόμη κι αν το μονοπάτι αυτό έχει ελεύθερα συνεχόμενα μήκη κύματος τα οποία έχουν αχρηστευτεί από τα impairments, αυτόματα ο αλγόριθμος να το επιλέγει και να οδηγείται σε λανθασμένη εκτίμηση.

10.2.4 Μέτρηση 4

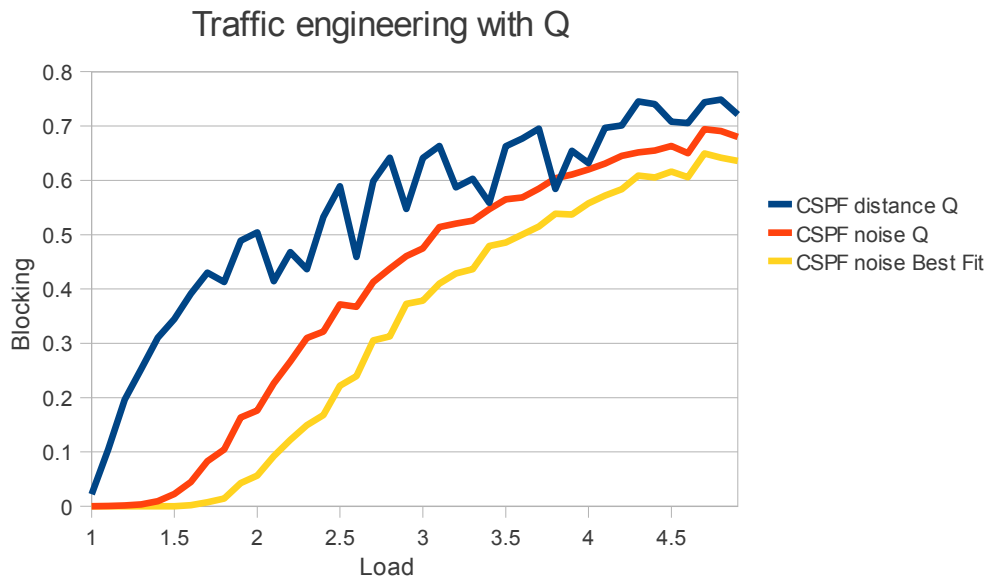
Στη μέτρηση αυτή θα δούμε πως το scheduling επηρεάζει το blocking probability.



Το scheduling δεν επηρεάζει αισθητά τις επιδόσεις του αλγορίθμου κάτι το οποίο είναι σημαίνει ότι το δίκτυο είναι ήδη κορεσμένο.

10.2.5 Μέτρηση 5

Σε αυτήν την μέτρηση θέτουμε το διαχειριστικό κόστος ίσο με τον παράγοντα Q στην περίπτωση που το γενικευμένο κόστος ισούται με το θόρυβο και με scheduling 3, με άλλα λόγια Worst Fit. Αυτή είναι και η προσέγγιση της αναφοράς [155]. Για λόγους σύγκρισης παραθέτουμε και την περίπτωση CSPF με γενικευμένο κόστος ίσο με το θόρυβο και scheduling 1, Best Fit.



Αντίθετα με ότι θα περίμενε κανείς δεν υπάρχει βελτίωση. Πραγματικά, μια τέτοια δρομολόγηση είναι κοντόφθαλμη αφού προσπαθεί να δρομολογήσει μια αίτηση χωρίς να υπολογίζει το αποτέλεσμα σε άλλες αιτήσεις. Παραδόξως ο συγγραφέας στις αναφορές [163], [198] θεωρούν ότι αυτός είναι και ο καλύτερος τρόπος δρομολόγησης.

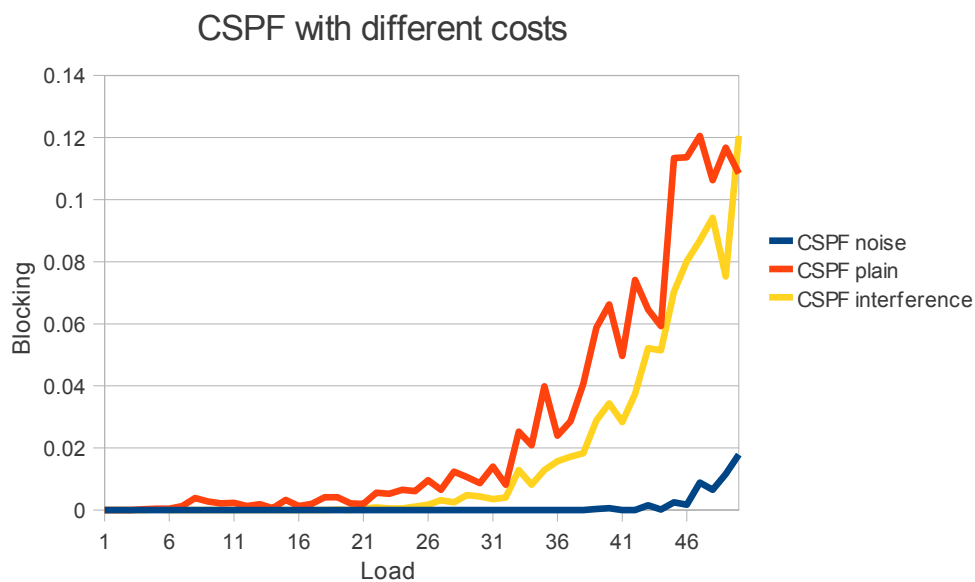
10.3 Πείραμα 3. Δίκτυο κυλίνδρου με impairments και μήκος ακμής 7

Σε αυτή τη σειρά πειραμάτων μειώνουμε το μήκος της διαδρομής ώστε να μπορέσουμε να έχουμε αποτελέσματα που να αναδεικνύουν καλύτερα η σημασία των μη γραμμικών φαινομένων.

10.3.1 Μέτρηση 1

Σε αυτή τη μέτρηση θα παρατηρήσουμε πως ο κλασικός αλγόριθμος CSPF συμπεριφέρεται κάτω από impairments ενώ βρισκόμαστε μακριά από την επιρροή γραμμικών φαινομένων. Με άλλα λόγια θα αναδείξουμε καθαρά τη σημασία των μη γραμμικών φαινομένων ακόμη και σε μικρά μήκη ακμών. Στη μέτρηση αυτή θα παρουσιάσουμε τα αποτελέσματα χρήσης ως κόστους το θόρυβο που αντιμετωπίζει μια νέα αίτηση, το μήκος ακμής και τέλος το άθροισμα των επιρροών στα άλλα κανάλια.

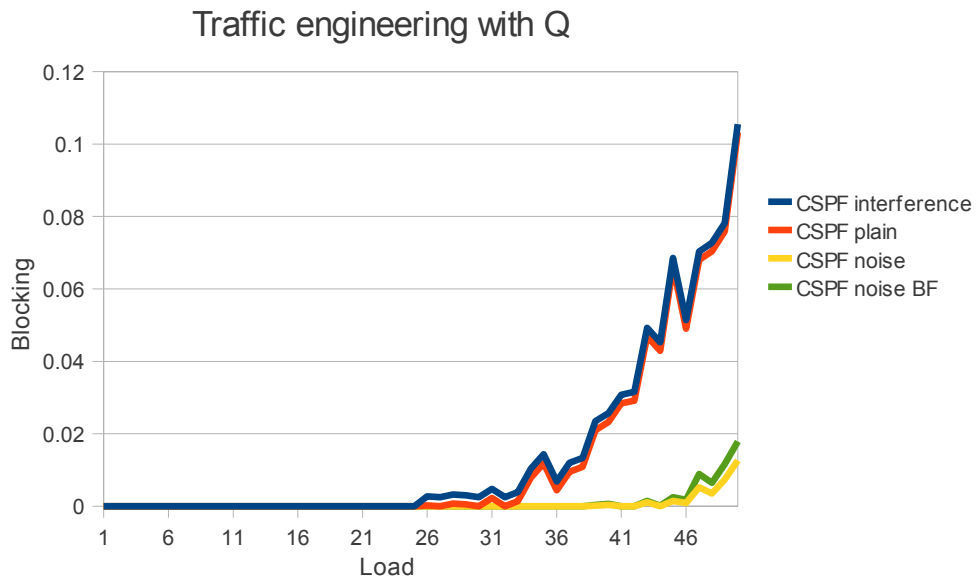
Inter-arrival Time	100
Service Time	100
Epochs	50
Step	100
Scheduling	BF



Για μια ακόμη φορά αν επιλέξουμε ως κόστος των ακμών το θόρυβο που αντιμετωπίζει η αίτηση σε κάθε μήκος κύματος υπάρχει δραματική βελτίωση στα αποτελέσματα. Αυτό επιβεβαιώνει τις παρατηρήσεις στην περίπτωση που το μήκος ακμής είναι 14.

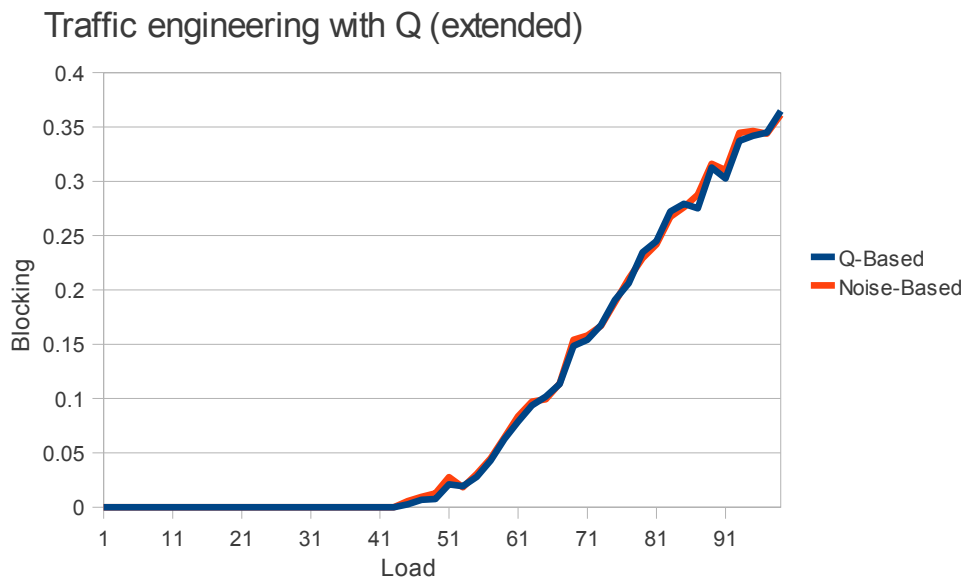
10.3.2 Μέτρηση 2

Με γνώμονα τη βελτίωση του blocking με κόστος το θόρυβο θα δούμε πως η επιλογή ως διαχειριστικού κόστους του παράγοντα Q επηρεάζει τα αποτελέσματα



Παρατηρεί κανείς ότι η επιλογή διαχειριστικού κόστους δεν διαφοροποιεί τις προηγούμενες παρατηρήσεις. Στην περιοχή που μετρούμε όμως φαίνεται ότι δεν μπορούμε να αποφασίσουμε αν έχοντας διαχειριστικό κόστος τον παράγοντα Q και κόστος στις ακμές το θόρυβο έχουμε κάποια βελτίωση. Η επόμενη γραφική παράσταση επεκτείνει τις μετρήσεις στην περιοχή που δίνεται από τον παρακάτω πίνακα.

Inter-arrival Time	100
Service Time	100
Epochs	50
Step	200
Scheduling	BF

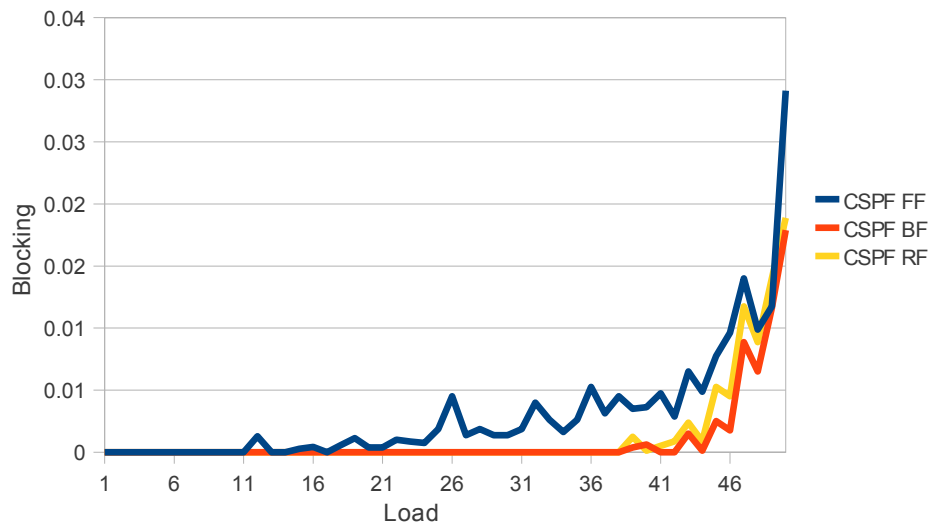


Το συμπέρασμα είναι ότι δεν υπάρχει κέρδος για τη χρήση ως διαχειριστικού κόστους του παράγοντα Q.

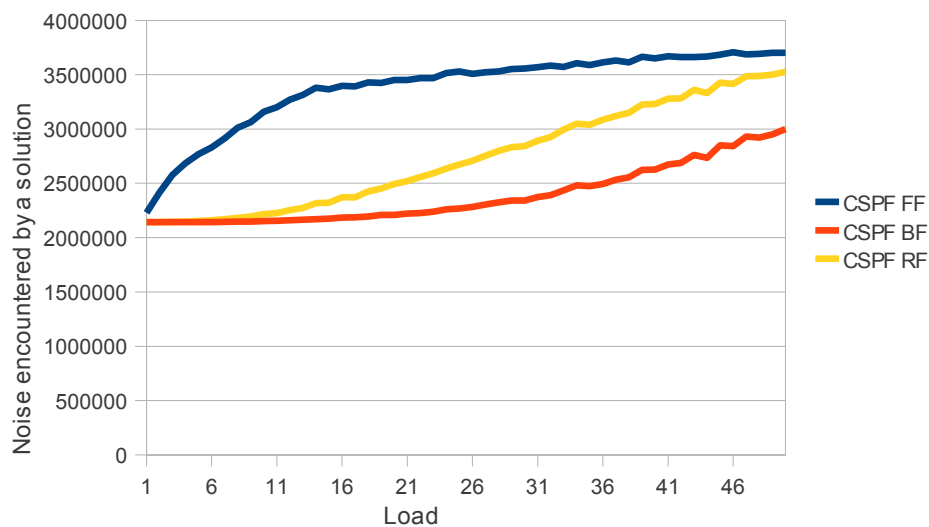
10.3.3 Μέτρηση 3

Θα δούμε τώρα πως το scheduling επηρεάζει τα αποτελέσματα. Την χειρότερη επίδοση την παρουσιάζει το scheduling First Fit. Οι επιλογές RF και BF έχουν παραπλήσια χαρακτηριστικά. Ωστόσο όπως φαίνεται και από το παρακάτω διάγραμμα το επίπεδο θορύβου του δικτύου μένει πιο χαμηλό για την επιλογή BF. Αυτό δεν είναι προφανές επειδή δεν υπάρχει κάποια συσχέτιση μεταξύ θορύβου και μήκους κύματος. Διαισθητικά σε ένα δίκτυο στο οποίο ο θόρυβος θα ήταν ανάλογος της απόστασης το αποτέλεσμα της μέτρησης έχει νόημα. Το μόνο που μπορούμε να συμπεράνουμε είναι ότι επειδή στο συγκεκριμένο δίκτυο ο αριθμός των hops είναι ανάλογος με το μήκος της διαδρομής, όσο περισσότερες ακμές περιέχονται σε ένα μονοπάτι τόσο περισσότερο αυξάνει ο θόρυβος ο οποίος μειώνει το σηματοθορυβικό λόγο. Την ποσοτική αναπαράσταση του φαινομένου τη βλέπουμε στα σχήματα.

Scheduling effect on CSPF noise

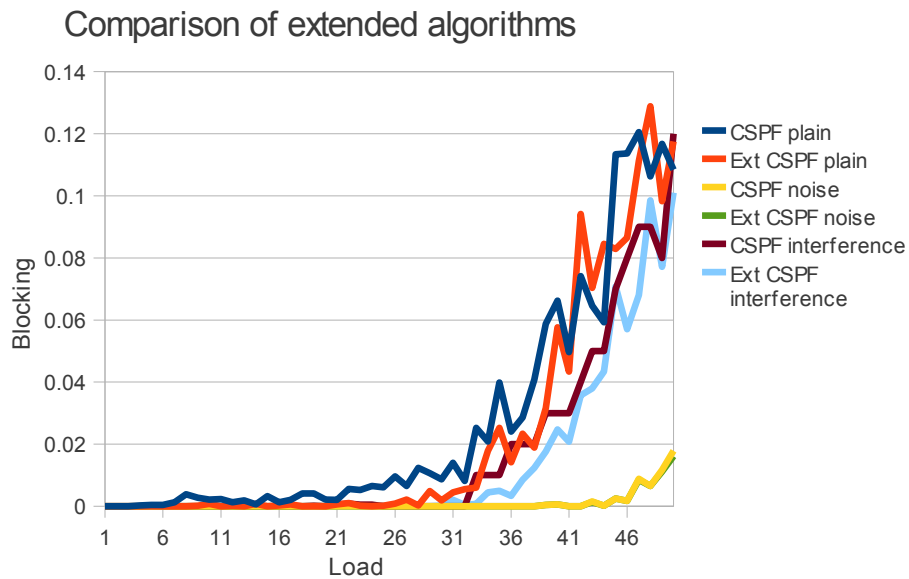


Scheduling effect on noise performance



10.3.4 Μέτρηση 4

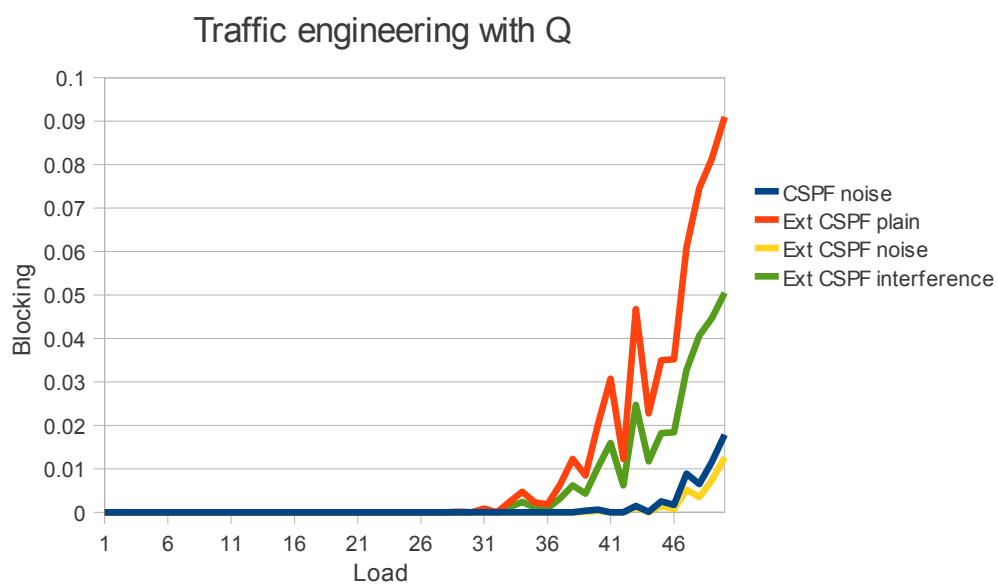
Σε αυτή και τις επόμενες μετρήσεις θα δούμε το αποτέλεσμα της χρήσης πολλαπλών λύσεων με βάση τους extended αλγορίθμους.



Γίνεται φανερό ότι ο extended CSPF έχει παραπλήσια απόδοση όταν το κόστος των ακμών είναι ο θόρυβος.

10.3.5 Μέτρηση 5

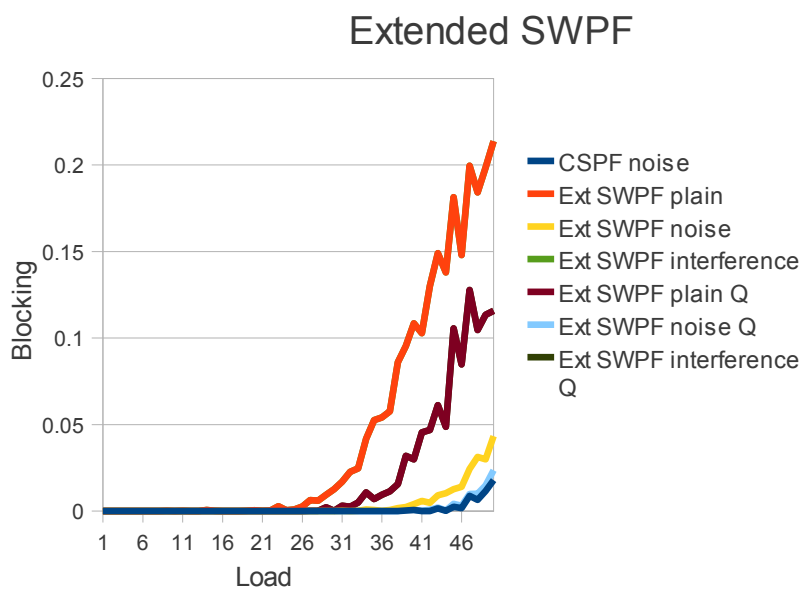
Στη μέτρηση αυτή βλέπουμε πως η επιλογή ως διαχειριστικού κόστους του παράγοντα Q επηρεάζει τα αποτελέσματα.



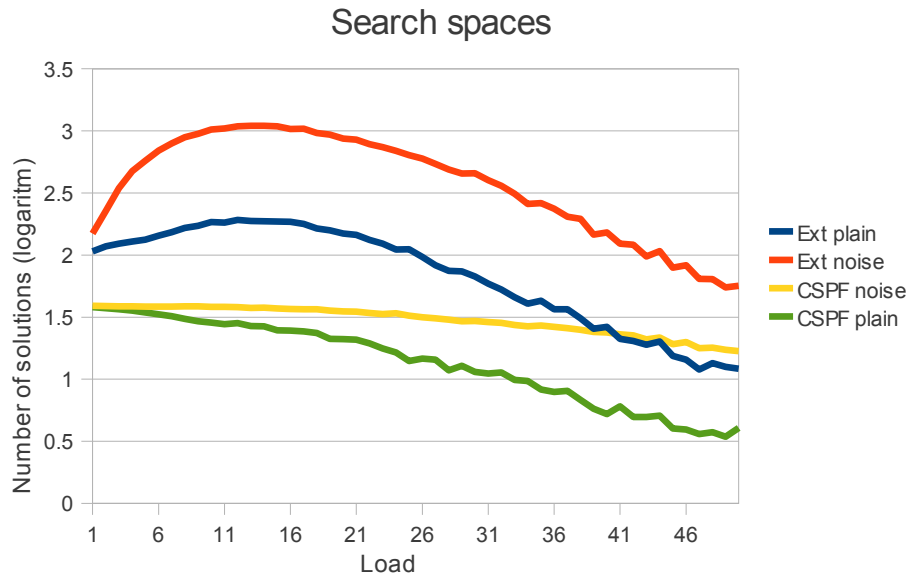
Παρατηρούμε κάποια αλλαγή στην περίπτωση που το κόστος είναι ίσο με τη μέση επιρροή ανά κανάλι αλλά είναι προφανές ότι αν επιλέξουμε ως κόστος το θόρυβο που βλέπει μια αίτηση στο μονοπάτι της έχουμε πολύ καλύτερα αποτελέσματα.

10.3.6 Μέτρηση 6

Ο γενικευμένος SWPF χρησιμοποιείται σε αυτή τη μέτρηση για την εξαγωγή αποτελεσμάτων.



Ο extended SWPF δεν παρουσιάζει κάποια εμφανή κέρδη και είναι πολύ αργός σε σχέση με τον CSPF. Αυτό ερμηνεύεται από το επόμενο σχήμα στο οποίο φαίνεται σε λογαριθμική κλίμακα ο αριθμός των παραγόμενων λύσεων. Στην αναφορά [163] όπου χρησιμοποιείται ο αλγόριθμος K-Shortest path γίνεται μια εικασία για το πλήθος των λύσεων του. Στη συγκεκριμένη περίπτωση μπορούμε να βρούμε τον συγκεκριμένο αριθμό. Ωστόσο φαίνεται ότι ακόμη και αυτός ο αλγόριθμος δε θα μπορούσε να δώσει καλύτερη λύση. Επίσης από πλευράς χρόνου εκτέλεσης επειδή ο αλγόριθμος είναι της μορφής $O(K)$ γίνεται φανερό το μειονέκτημα αυτής της μεθόδου σε δυναμικά περιβάλλοντα.



10.4 Πείραμα 4.

Η ισχύς της προσέγγισης θα αξιολογηθεί σε αυτή τη σειρά μετρήσεων. Πρώτα θα δούμε ότι οι συντελεστές δεύτερης τάξης παίζουν πολύ μειωμένο ρόλο. Για να ποσοτικοποιήσουμε αυτήν την παρατήρηση θα κάνουμε την εξής παρατήρηση. Απορροφώντας του συντελεστές δεύτερης τάξης στους συντελεστές πρώτης τάξης αυτοί αυξάνονται. Η σχετική αυτή αύξηση μπορεί να είναι είτε αμελητέα ή μπορεί σε σύγκριση με τους όρους μηδενικής τάξης να είναι αμελητέα. Ας το δούμε αυτό φορμαλιστικά. Η εξίσωση υπολογισμού του παράγοντα Q για ένα μονοπάτι P δίνεται από τη σχέση

$$Q = \frac{P}{\sqrt{a_0 + a_1 M^2} + \sqrt{b_0 + b_1 M + a_1 M^2 + \sum_{i=1}^N (\sigma_{XPM,i}^2 + \sigma_{FWM,i}^2)}}$$

και για τις περιπτώσεις ενδιαφέροντος ισχύει η προσέγγιση (αφού απορροφήσουμε τις σταθερές)

$$Q = \frac{P}{\sqrt{b_1 M + \sum_{i=1}^N (\sigma_{XPM,i}^2 + \sigma_{FWM,i}^2)}}$$

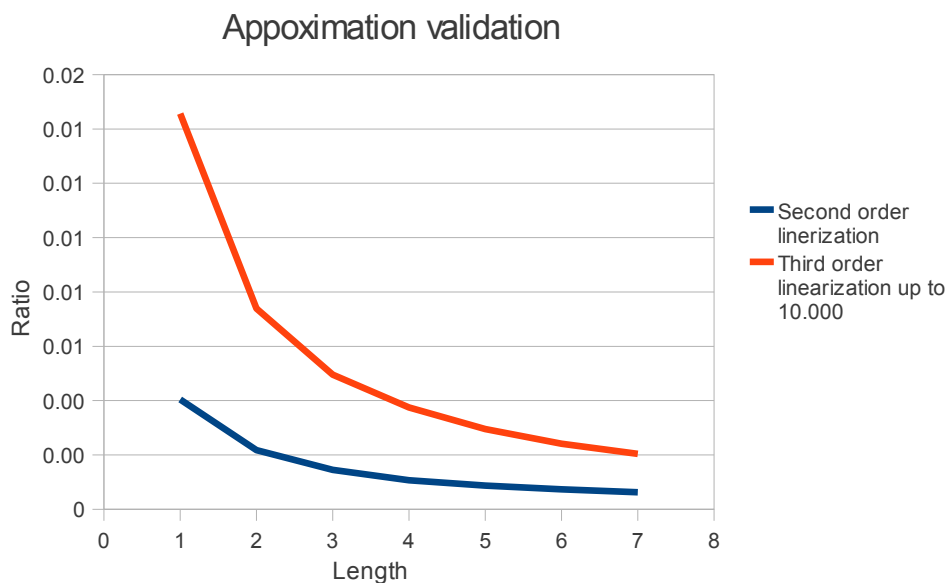
Θα αναπτύξουμε το μη γραμμικό κομμάτι σε όρους δεύτερης και τρίτης. Απορροφώντας με γραμμικό τρόπο τους δεύτερης τάξης όρους και θεωρώντας αυτή την αύξηση φραγμένη κατά Δ μπορούμε να γράψουμε

$$Q \geq \frac{P}{\sqrt{LN\Delta + b_1M + \sum_{i=1}^N (\sigma_{XPM,i}^2 + \sigma_{3,i}^2)}}$$

και συνεπώς το κριτήριο για να αγνοήσουμε τους συντελεστές δεύτερης τάξης ανεξαρτήτως των λοιπών μη-γραμμικοτήτων γράφεται ως

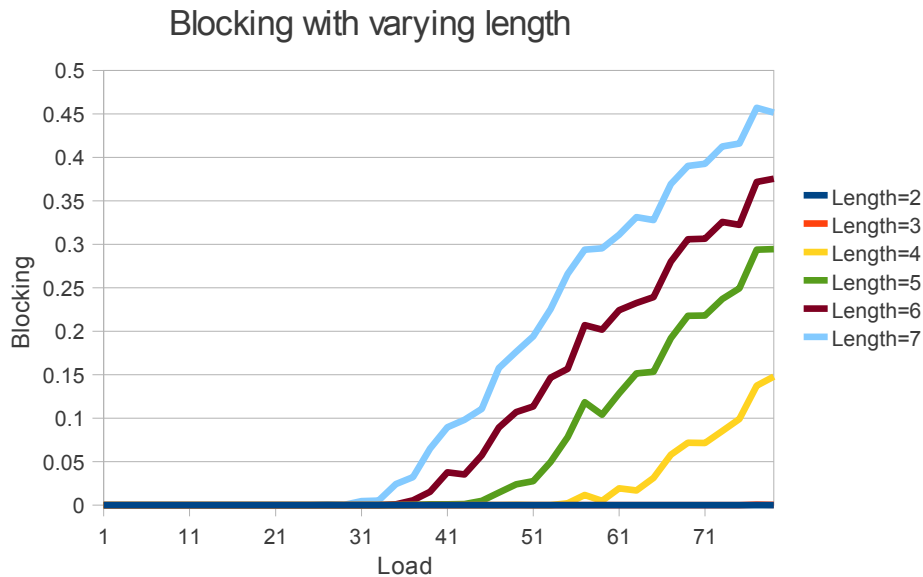
$$\Delta < e \frac{b_1M}{LN} \quad \text{όπου } e \text{ το κατώφλι.}$$

Οι επόμενες γραφικές παραστάσεις δείχνουν κατά πόσο το επιτυγχάνουμε. Θεωρούμε ότι έχουμε μόνο μια ακμή.

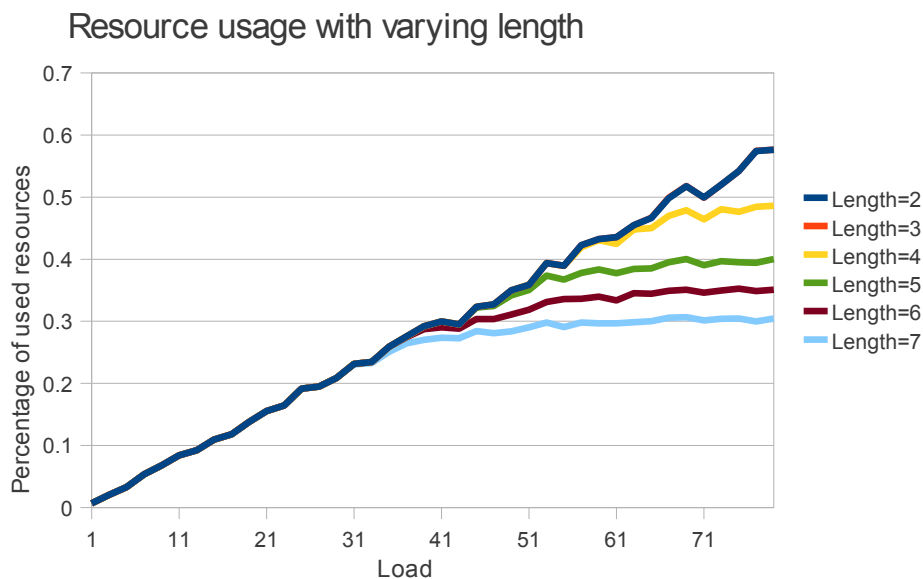


Το παραπάνω σχήμα δείχνει ότι όσο μεγαλύτερες τιμές έχει το μήκος της ακμής τόσο καλύτερη η προσέγγιση. Για την περιοχή που μας ενδιαφέρει υπάρχει κέρδος. Η προσέγγιση καταρρέει για μικρότερες αποστάσεις. Ωστόσο πρέπει να καταφύγουμε σε προσομοιώσεις τη στιγμή που ο όρος μηδενικής τάξης είναι πολύ μεγάλος.

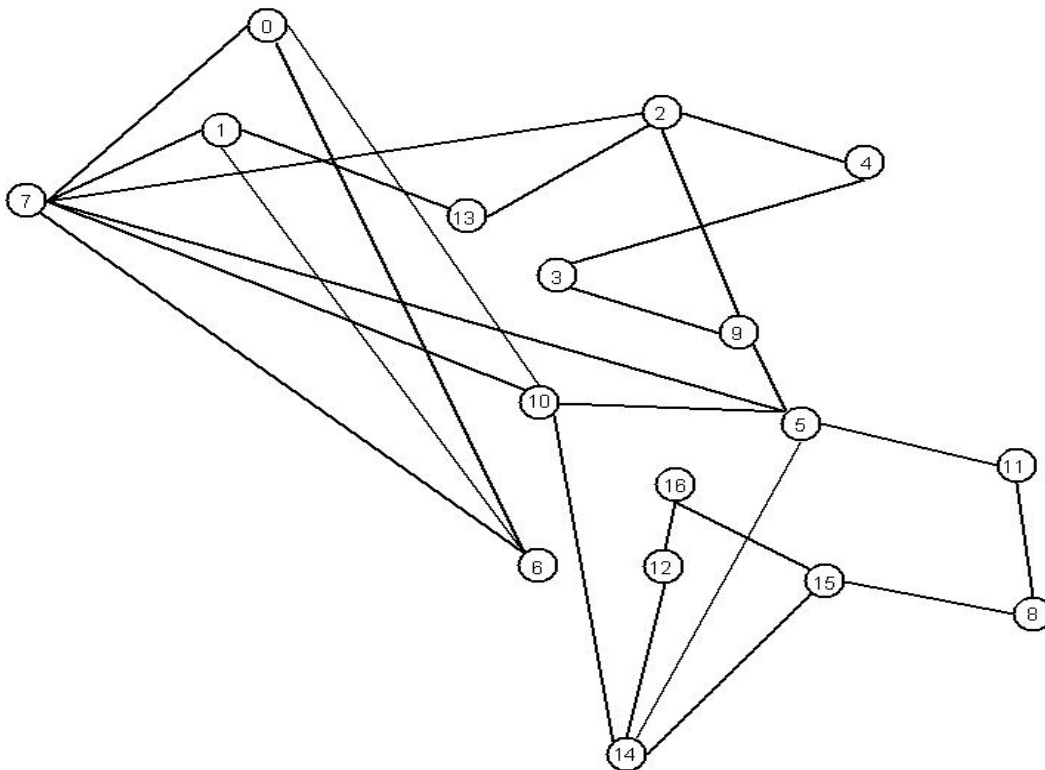
10.5 Πείραμα 5. Αλλαγή του blocking και της χρήσης πόρων στο δίκτυο κυλίνδρου για διάφορα μήκη ακμών



Τα δυο παραπάνω σχήματα έχουν κυρίως ποσοτικό χαρακτήρα και δείχνουν ότι στη χρήση των πόρων το κάθε μήκος ακμής εμφανίζει ένα χαρακτηριστικό κατώφλι.



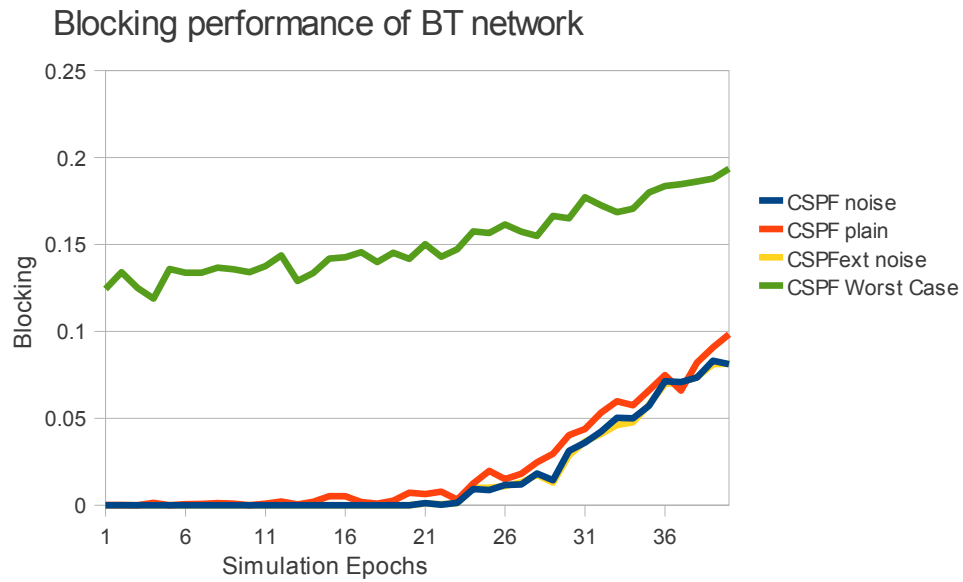
10.6 Πείραμα 6. Το δίκτυο DT



Σχήμα 44: δίκτυο BT

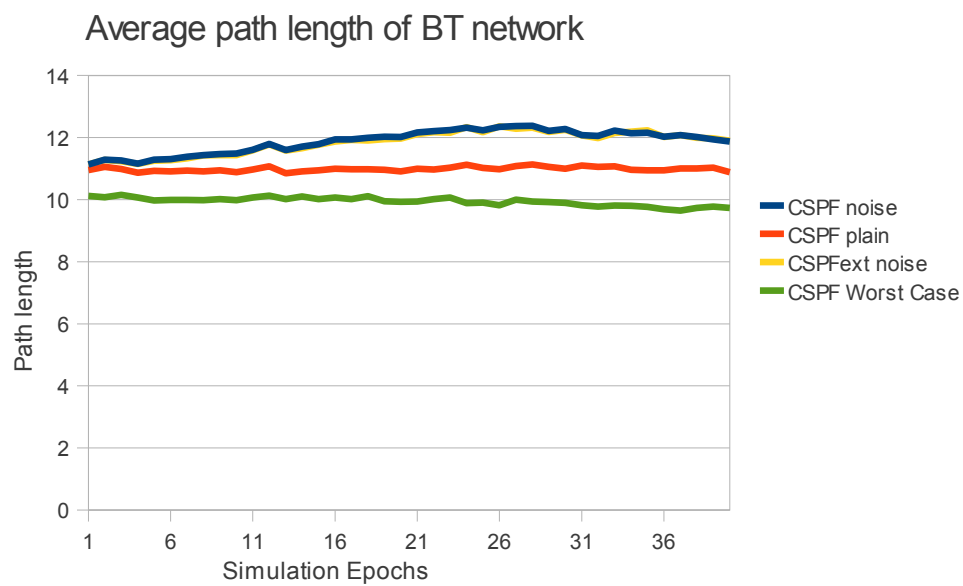
10.6.1 Μέτρηση 1.

Στη σειρά αυτή των μετρήσεων επιχειρούμε να επαληθεύσουμε τα προηγούμενα αποτελέσματά μας για το δίκτυο DT [199] (private communication) που χρησιμοποιείται σε προσομοιώσεις. Στη μέτρηση αυτή μελετούμε τις επιδόσεις των αλγορίθμων κάτω από impairments στο συγκεκριμένο traffic matrix. Η επόμενη γραφική παράσταση εμφανίζει το πλεονέκτημα των αλγορίθμων που μελετούμε σε σχέση με την προσέγγιση χειρότερης περίπτωσης (worst case analysis) όπου όλα τα μήκη κύματος είναι κατειλημμένα.

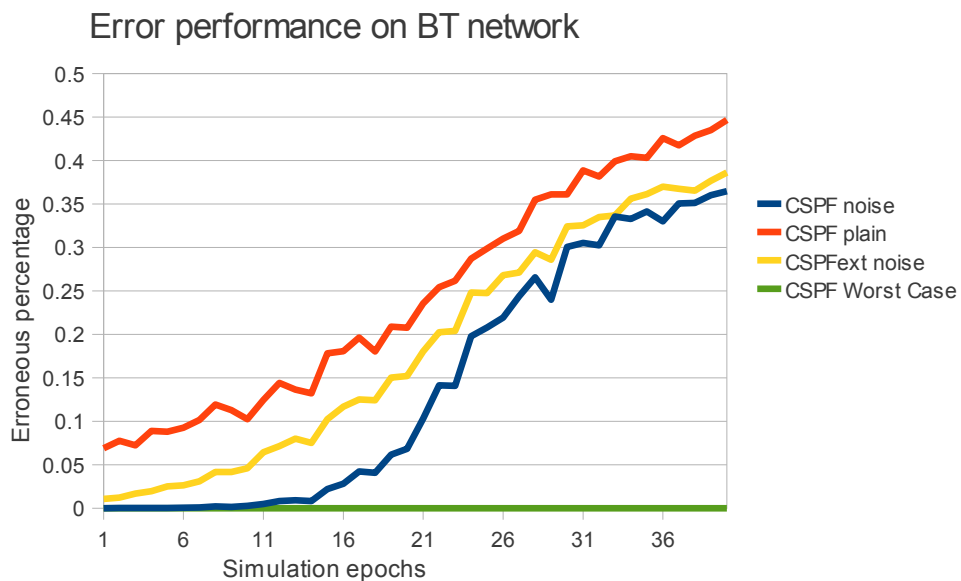


10.6.2 Μέτρηση 2.

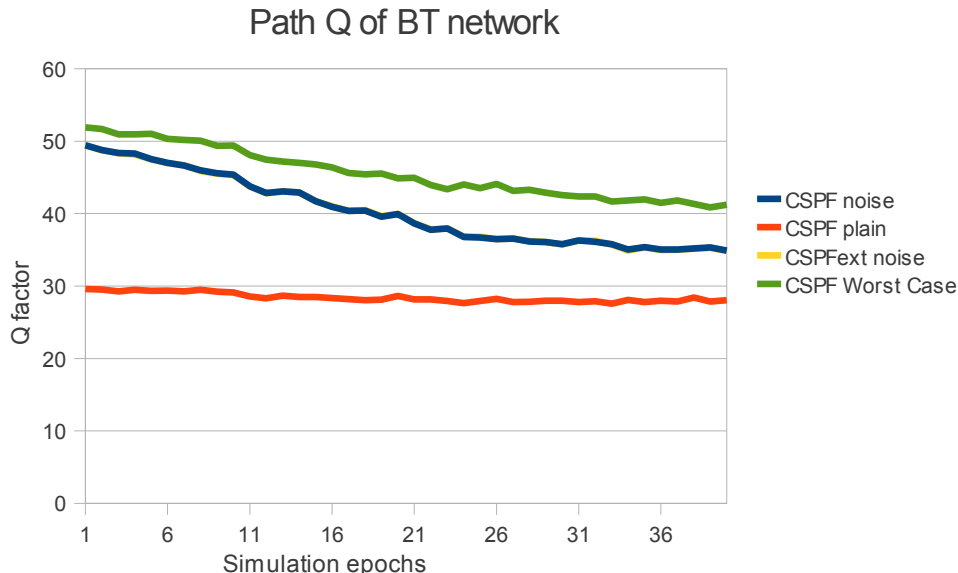
Σε αυτή τη μέτρηση φαίνονται διάφορα μεγέθη των αλγορίθμων που μας επιτρέπουν να καταλάβουμε την συμπεριφορά τους καλύτερα.



Σε αυτή τη γραφική παράσταση παρατηρούμε ότι ο αλγόριθμος CSPF με κόστος το μήκος ακμής δίνει μικρότερα μονοπάτια από όλους τους άλλους αλγορίθμους και μάλιστα το μήκος μένει σχεδόν σταθερό σε όλη τη διάρκεια της προσομοίωσης. Αυτό δείχνει μια προτίμηση σε μικρά μονοπάτια τα οποία δεν είναι και τα καλύτερα από πλευράς χρήσης του δικτύου τελικά.



Στη μέτρηση αυτή φαίνεται το ποσοστό λύσεων του αλγορίθμου που απορρίπτονται από το admission control module. Το συγκεκριμένο module δεν απορρίπτει καμία από τις λύσεις που επιστρέφει ο αλγόριθμος χειρότερης κατάστασης. Αυτό είναι αναμενόμενο γιατί υπερεκτιμώνται οι ατέλειες φυσικού στρώματος. Από τους υπόλοιπους αλγορίθμους ο CSPF noise φαίνεται ότι κωδικοποιεί καλύτερα την κατάσταση του δικτύου κάτι που είναι αναμενόμενο από τη συμπεριφορά του σε όρους blocking. Ο χειρότερος από όλους είναι ο αλγόριθμος που βασίζεται μόνο στο μήκος της ακμής.



Ο παράγοντας Q είναι ένα ποιοτικό μέτρο σύγκρισης. Αν και ο αλγόριθμος χειρότερης κατάστασης δίνει τον υψηλότερο παράγοντα Q από όλες τις άλλες επιλογές, η έλλειψη αυτή συντηρητικότητάς του συνδυασμένη με υπερεκτίμηση της κατάστασης των ατελειών έχει αρνητικό αποτέλεσμα.

11.Επίλογος

Σε αυτή τη διδακτορική διατριβή προσπαθήσαμε να δείξουμε πως η χρήση impairments σε ένα δίκτυο παίζει αποφασιστικό ρόλο στις επιλογές διαδρομών ενός αλγορίθμου δρομολόγησης. Μπορέσαμε να ανακτήσουμε πολλά από τα αποτελέσματα τα οποία αναφέρονται στη βιβλιογραφία, κάτι το οποίο δείχνει την ορθότητα των αποτελεσμάτων μας. Ωστόσο αναδείξαμε πως τα μη γραμμικά φαινόμενα δίνουν μια διαφορετική θεωρία της οποίας ο κύριος στόχος είναι η διαχείριση παραμέτρων δρομολόγησης. Σε αντίθεση με τους αλγορίθμους δρομολόγησης που παρουσιάζονται στη βιβλιογραφία αναδείξαμε το πρόβλημα της επιρροής μιας διαδρομής σε ήδη εγκατεστημένες ροές, μετρήσαμε τα λάθη που κάνει ένας αλγόριθμος όταν αποσυζευγνύει το πρόβλημα της ποιότητας υπηρεσίας σε ένα οπτικό δίκτυο από τη δρομολόγηση και δείξαμε ότι η χρήση φράγματος στην απόσταση είναι κακή πρακτική όταν τα φαινόμενα FWM/XPM περιλαμβάνονται στους υπολογισμούς. Πρόσφεραμε μια γρήγορη εναλλακτική στο πρόβλημα του multipath routing καλύτερη υπολογιστικά από τον κλασικό αλγόριθμο των k καλύτερων μονοπατιών αλλά όχι χειρότερη από πλευράς blocking. Αναλύσαμε διεξοδικά τους αλγορίθμους που παρουσιάσαμε και προσφέραμε νέους όπως τον SWPF. Δείξαμε ότι μπορεί να αντιμετωπιστεί με αποτελεσματικό τρόπο το πρόβλημα του υπολογισμού των impairments

προϋπολογίζοντας σταθερές. Δείξαμε επίσης ότι ο αριθμός τους μπορεί να μειωθεί σημαντικά με διάφορους τρόπους και μετρήσαμε την επιρροή σε όρους blocking αυτών των προσεγγίσεων.

Πρέπει να αναφέρουμε ότι στη συγκεκριμένη διατριβή δεν ασχοληθήκαμε με τα προβλήματα multicast δρομολόγησης κάτω από impairments ούτε και με τα προβλήματα προϋπολογισμένων διαδρομών. Δεν προσφέραμε ημιαναλυτικές προσεγγίσεις αλλά ούτε και εξετάσαμε τη χρήση μετατροπών μήκους κύματος. Τα θέματα αυτά από μόνα τους αποτελούν άλλες διδακτορικές διατριβές και αποφύγαμε να εμβαθύνουμε. Πιστεύουμε ότι στα όρια μιας διδακτορικής διατριβής οριοθετήσαμε και κατευθύναμε πολλές ερευνητικές διαδρομές οι οποίες στη συνέχεια θα καλυφθούν με αντίστοιχες δημοσιεύσεις. Το πρόβλημα που ερευνήσαμε αποτελεί ένα θέμα τρέχοντος ενδιαφέροντος και παρά τις σποραδικές και μη πλήρεις από πλευράς φαινομένων δημοσιεύσεις στην ερευνητική βιβλιογραφία έχει αρχίσει να γίνεται φανερό ότι σε οπτικά δίκτυα υψηλών ταχυτήτων και μεγάλης διφάνειας οι μέθοδοι δρομολόγησης θα πρέπει να τροποποιηθούν αν θέλουμε να χρησιμοποιήσουμε αποδοτικά το προσφερόμενο εύρος ζώνης. Προσπαθήσαμε τέλος να συμπεριλάβουμε πλούσια βιβλιογραφία η οποία όχι μόνο υποστηρίζει αλλά και αντικρούει τα αποτελέσματά μας δίνοντας ώθηση σε περαιτέρω διερεύνηση των φαινομένων.

Το πλέον δύσκολο πόνημα ήταν η κατασκευή ενός προσομοιωτή ανεξάρτητου ενδιαφέροντος με πολλές αρχιτεκτονικές προκλήσεις ο οποίος θα παρείχε αρκετές πληροφορίες για τα γεγονότα δρομολόγησης σε ένα δίκτυο. Η κατασκευή ενός τέτοιου προσομοιωτή είναι πολυετής ενασχόληση και αποτελεί τη μισή ουσιαστικά καινοτομία που παρέχεται από τη συγκεκριμένη διατριβή. Η καινοτομία δεν έγκειται στην υλοποίηση μόνο αλλά στις επιδόσεις του και στο μεθοδολογία μετρήσεων. Ο χρόνος κατασκευής του, περίπου 2.5 χρόνια, δείχνει το μέγεθος του πονήματος και την προσπάθεια να είναι επεκτάσιμος με στόχο τη διερεύνηση και άλλων τομέων της δρομολόγησης σε οπτικά δίκτυα και την υποστήριξη διατριβών. Αν και υπάρχουν προσομοιωτές γενικού σκοπού, όπως αναφέραμε, η δική μας εξειδικευμένη εφαρμογή επιτρέπει την πληρέστερη διερεύνηση των μη γραμμικών φαινομένων και όχι των πρωτοκόλλων. Το αποτέλεσμα είναι καλύτερα αποτελέσματα σε σχέση με υπάρχουσες τεχνικές, άμεση ανάπτυξη plugins για γρήγορη αξιολόγηση νέων αλγορίθμων που παρουσιάζονται στη βιβλιογραφία.

Σε μελλοντικές δημοσιεύσεις θα επεκτείνουμε τους αλγορίθμους που υλοποιούμε σε μεταεναρτιστικές. Ο προσομοιωτής θα επεκταθεί για την ανάλυση της χρήσης ποσοστού κόμβων πλήρους μετατροπής και ευελπιστούμε σε εύλογο χρονικό διάστημα να επεκτείνουμε τον προσομοιωτή για την μέτρηση resilience των αλγορίθμων. Πάντα όλες οι αναβαθμίσεις θα γίνουν υπό το πρίσμα των ατελειών φυσικού στρώματος όταν αυτό είναι δυνατό. Συνεπώς η συγκεκριμένη διατριβή θα πρέπει να αποτελεί σταθμό και όχι τέλος της διερεύνησης των παράξενων αλλά ενδιαφέροντων φαινομένων που προκύπτουν στη δρομολόγηση σε οπτικά δίκτυα. Το Internet έχει αλλάξει πολύ τα τελευταία χρόνια και οι παρούσες δημοσιεύσεις έχουν βάλει τον πήχυ πολύ ψηλά ως προς την ποιότητα της παρεχόμενης ανάλυσης και παρουσίασης. Αν και από μια πλευρά αυτό κάνει

τη δημοσίευση νέων αποτελεσμάτων δυσκολότερη από πλευράς ποιότητας και πληρότητας ως μη ξεχνάμε ότι αυτή είναι και η μαγεία της επιστήμης. Ξέρουμε περισσότερα από παλιότερα και θα μάθουμε περισσότερα στο μέλλον.

12. Βιβλιογραφία

- [1] S.A. Thomas, *IP Switching and Routing Essentials: Understanding RIP, OSPF, BGP, MPLS, CR-LDP, and RSVP-TE*, Wiley, 2001.
- [2] U.N. Black, *IP Routing Protocols: RIP, OSPF, BGP, PNNI and Cisco Routing Protocols*, Prentice Hall PTR, 2000.
- [3] J.T. Moy, *OSPF: Anatomy of an Internet Routing Protocol*, Addison-Wesley Professional, 1998.
- [4] D. Watson, F. Jahanian, and C. Labovitz, “Experiences With Monitoring OSPF on a Regional Service Provider Network,” *Proceedings of the 23rd International Conference on Distributed Computing Systems*, IEEE Computer Society, 2003, p. 204.
- [5] M. Ericsson, M.G.C. Resende, and P.M. Pardalos, “A genetic algorithm for the weight setting problem in ospf routing,” *Journal of Combinatorial Optimization*, vol. 6, 2002, pp. 299--333.
- [6] B. Fortz and M. Thorup, “Internet traffic engineering by optimizing OSPF weights,” *INFOCOM 2000. Nineteenth Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies. Proceedings. IEEE*, 2000, pp. 519-528 vol.2.
- [7] T. Pusateri, “Distance Vector Multicast Routing Protocol Applicability Statement,” May. 2004.
- [8] K. Dooley and I. Brown, *Cisco IOS Cookbook (Cookbooks*, O'Reilly Media, Inc., 2006.
- [9] S. Halabi, *Internet Routing Architectures (2nd Edition)*, Cisco Press, 2000.
- [10] M. Roughan, S. Sen, O. Spatscheck, and N. Duffield, “Class-of-service mapping for QoS: a statistical signature-based approach to IP traffic classification,” *IMC '04: Proceedings of the 4th ACM SIGCOMM conference on Internet measurement*, ACM Press, 2004, pp. 148, 135.
- [11] C. Aurrecochea, A.T. Campbell, and L. Hauw, “A survey of QoS architectures,” *Multimedia Syst.*, vol. 6, 1998, pp. 138-151.
- [12] Edmundo Monteiro and Marilia Curado, “A Survey of QoS Routing Algorithms,” *International Journal of Information Technology*, vol. 1, 2004.
- [13] C. Baras J., “Modeling and Simulation of Telecommunication Networks for Control and Management,” *Proceeding of the 2003 Winter Simulation Conference*, Austin, Texas: ACM, 2003, pp. 431-440.
- [14] A. Arvidsson, “Real time management of virtual paths,” *Global Telecommunications Conference, 1994. GLOBECOM '94. Communications: The Global Bridge.*, IEEE, 1994, pp. 1399-1403 vol.3.
- [15] Y. Liu, D. Tipper, and P. Siripongwutikorn, “Approximating optimal spare capacity allocation by successive survivable routing,” *IEEE/ACM Trans. Netw.*, vol. 13, 2005, pp. 198-211.
- [16] Dan Pei, Lixia Zhang, and D. Massey, “A framework for resilient Internet routing protocols,” *Network, IEEE*, vol. 18, 2004, pp. 5-12.

- [17] E. Modiano, S. Member, and A. Narula-tam, "Survivable Lightpath Routing: A New Approach to the Design of WDM-Based Networks," *IEEE JOURNAL ON SELECTED AREAS IN COMMUNICATIONS*, vol. 20, 2002, pp. 800--809.
- [18] Sharma V, Das A, and Chen C, "On the Issues in Implementing the Peer Model in Integrated Optical Networks."
- [19] N. Li and J. Hou, "Topology control in heterogeneous wireless networks: problems and solutions," *INFOCOM 2004. Twenty-third Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies*, 2004, p. 243.
- [20] A. Nucci, N. Taft, C. Barakat, and P. Thiran, "Controlled use of excess backbone bandwidth for providing new services in IP-over-WDM networks," *IEEE JOURNAL ON SELECTED AREAS IN COMMUNICATIONS JSAC-22*, vol. 2004, 2004, pp. 1692--1707.
- [21] M.A.J. Rooij, "Market structure in open Fibre-to-the-Home networks (Implications of scale economies and entry conditions in FTTH networks in the Netherlands)," MASTER'S THESIS, Technische Universiteit Eindhoven, Department of Technology Management, 2006.
- [22] M. Veeraraghavan and M. Karol, "Internetworking connectionless and connection oriented networks," *Communications Magazine, IEEE*, vol. 37, 1999, pp. 130-138.
- [23] F. Norihito, T. Joseph, P. Venkata, and W. Yu-Shun, "A Dynamic Topology and Routing Management Strategy for Virtual IP Networks," *IEICE Trans Commun (Inst Electron Inf Commun Eng)*, vol. E89-B, 2006, pp. 2375-2384.
- [24] Daubechies I., Drakakis K., and Khovanova T., "A Detailed Study of the Attachment Strategies of New Autonomous Systems in the AS Connectivity Graph," *Internet Mathematics*, vol. 2, 2005, pp. 185-246.
- [25] Le Faucheur F., Wu L. ., Davie B., Davari S., Vaanen P., Krishnan R., Cheval P., and Heinanen J., "Multi-Protocol Label Switching (MPLS) Support of Differentiated Services," *IETF*, vol. RFC 3270, May. 2002, p. 64.
- [26] Integrated Device Technology, *THE ROLE OF JITTER IN TIMING SIGNALS*, <http://www.idt.com>, 2007.
- [27] M.A. M. F. Alam, "Traffic shaping for MPEG video transmission over the next generation internet," Dec. 2000.
- [28] A. Shaikh, J. Rexford, and K.G. Shin, "Load-sensitive routing of long-lived IP flows," in *Proceedings of ACM SIGCOMM*, 1999, pp. 215--226.
- [29] R. van Haalen, R. Malhotra, and A. de-Heer, "Optimized routing for providing ethernet LAN services," *Communications Magazine, IEEE*, vol. 43, 2005, pp. 158-164.
- [30] Park J., "A Resilient Path Management for BGP/MPLS VPN," Oct. 2003.
- [31] Sharma V. and Hellstrand F., *Framework for Multi-Protocol Label Switching (MPLS)-based Recovery*, IETF, 2003.
- [32] Yehuda Afek, Anat Bremler-Barr, Haim Kaplan, Edith Cohen, and Michael Merritt, "Restoration by Path Concatenation: Fast Recovery of MPLS Paths," *SIGMETRICS 2001 / Performance 200*, Cambridge, Massachusetts, USA: 2001.

- [33] Dharanikota S. and Jain Raj, "Protection and Restoration in DWDM Networks: Recent Developments and Issues," *Proc. SPIE*, 2002, pp. 254-265.
- [34] N. Singhal and B. Mukherjee, "Protecting multicast sessions in WDM optical mesh networks," *Lightwave Technology, Journal of*, vol. 21, 2003, pp. 884-892.
- [35] D. Bokotey, *Layer 2 VPN Architectures*, Cisco Press, 2008.
- [36] Vazquez E., Alvarez-Campana M., and Garcia A., *Network Convergence Over MPLS*, Universidad Politecnica de Madrid, 2004.
- [37] Y. Zhang, M. Roughan, C. Lund, and D. Donoho, "Estimating point-to-point and point-to-multipoint traffic matrices: An information-theoretic approach," *IEEE/ACM TRANS. NETW*, vol. 13, 2005, pp. 947--960.
- [38] Y. Liu, D. Tipper, and K. Vajanapoom, "Spare Capacity Allocation in Two-Layer Networks," *Selected Areas in Communications, IEEE Journal on*, vol. 25, 2007, pp. 974-986.
- [39] Shu Zhang and B. Ramamurthy, "Dynamic traffic grooming algorithms for reconfigurable SONET over WDM networks," *Selected Areas in Communications, IEEE Journal on*, vol. 21, 2003, pp. 1165-1172.
- [40] K. Kowalik and M. Collier, "QoS routing as a tool of MPLS Traffic Engineering," Dublin, Ireland: 2001.
- [41] G. Armitage, *Quality of Service in IP Networks*, Sams, 2000.
- [42] M. Yoo, C. Qiao, and S. Dixit, "QoS Performance in IP over WDM Networks," *IEEE JOURNAL OF SELECTED AREAS IN COMMUNICATIONS, SPECIAL ISSUE ON PROTOCOLS FOR THE NEXT GENERATION OPTICAL INTERNET*, vol. 18, 2000, pp. 2062--2071.
- [43] R. Prabakaran and Waldvogel, "Experiences with Class of service (CoS) translations in IP/MPLS networks," *Proc. of 26^o Conf. on Local Computer Networks*, 2001, pp. 243-249.
- [44] Y. Jean-Alexander Muller, Sven Hessler, and Klaus Irmischer, "CLASS OF SERVICE CONCEPTS IN AUTONOMOUS SYSTEMS," *Selected Papers from the TERENA Networking Conference (2004)*, Rhodes Greece: 2004, p. 12.
- [45] Q. Ma and P. Steenkiste, "Quality-of-service routing for traffic with performance guarantees," *In Proc. IFIP International Workshop on Quality of Service*, 1997, pp. 115--126.
- [46] L.H.M.K. Costa, S. Fdida, and O.C.M.B. Duarte, "Distance-Vector QoS-Based Routing with Three Metrics," *Proceedings of the IFIP-TC6 / European Commission International Conference on Broadband Communications, High Performance Networking, and Performance of Communication Networks*, Springer-Verlag, 2000, pp. 847-858.
- [47] R. Braden, D. Clark, and S. Shenker, *Integrated Services in the Internet Architecture: an Overview*, IETF, 1994.
- [48] D. Katz, K. Kompella, and D. Yeung, *Traffic Engineering (TE) Extensions to OSPF Version 2*, IETF, 2003.
- [49] R. Braden, L. Zhang, S. Berson, S. Herzog, and S. Jamin, *Resource ReSerVation Protocol (RSVP)*, IETF, 1997.

- [50] R. Kumar and N. Banerjee, "Multicriteria network design using evolutionary algorithm," *PROC. GENETIC AND EVOLUTIONARY COMPUTATIONS CONFERENCE (GECCO), LECTURE NOTES IN COMPUTER SCIENCES*, vol. 2023, 2003, pp. 2179--2190.
- [51] Nilanjan Banerjee and F. Rajeev Kumar, "Multiobjective network design for realistic traffic models," *Proc. Genetic and Evolutionary Computation Conference*, London, England: ACM Press, 2007, pp. 1904 - 1911.
- [52] K. Kar, M. Kodialam, and T.V. Lakshman, "Routing restorable bandwidth guaranteed connections using maximum 2-route flows," *IEEE/ACM Trans. Netw.*, vol. 11, 2003, pp. 772-781.
- [53] Fahad Rafique Dogar, *Restoration Routing Using MPLS-TE*, Lahore, Pakistan: Lahore University of Management Sciences,, 2005.
- [54] R. Bhatia, M. Kodialam, T. Lakshman, and S. Sengupta, "Bandwidth Guaranteed Routing With Fast Restoration Against Link and Node Failures," *Networking, IEEE/ACM Transactions on*, vol. 16, 2008, pp. 1321-1330.
- [55] N. Bansal, A. Blum, S. Chawla, and A. Meyerson, "Online oblivious routing," *In Proceedings of SPAA 2003*, 2003, pp. 49, 44.
- [56] M. Roughan, M. Thorup, and Y. Zhang, "Traffic Engineering with Estimated Traffic Matrices," *n Proceedings of the USENIX/ACM Internet Measurement Conference*, Miami Florida: 2003, pp. 248 -- 258.
- [57] Wenhao Lin, R. Wolff, and B. Mumey, "A Markov-Based Reservation Algorithm for Wavelength Assignment in All-Optical Networks," *Lightwave Technology, Journal of*, vol. 25, 2007, pp. 1676-1683.
- [58] Matthew Roughan, Mikkel Thorup, and Yin Zhang , "Performance of Estimated Traffic Matrices in Traffic Engineering," *Proceedings of the International Conference on Measurements and Modeling of Computer Systems* (, 2003, pp. 326-327.
- [59] S. Nikhil, *Carrier Migration From ATM To MPLS: Why, When And How*, Lucent Technologies, 2005.
- [60] E. Rosen, A. Viswanathan, and R. Callon, *Multiprotocol Label Switching Architecture* , IETF, 2001.
- [61] E. Rosen, D. Tappan, G. Fedorkow, Y. Rekhter, D. Farinacci, T. Li, and A. Conta, *MPLS Label Stack Encoding*, IETF, 2001.
- [62] L.D. Ghein, *MPLS Fundamentals*, Cisco Press, 2006.
- [63] I. Minei and J. Lucek, *MPLS-Enabled Applications: Emerging Developments and New Technologies*, Wiley, 2008.
- [64] M. Slinn, P. Matthews, and P. Guest, *Traffic Engineering Design, Second Edition: Principles and Practice*, Butterworth-Heinemann, 2005.
- [65] G. Saraph and P. Singh, "Traffic engineering using new VS routing scheme," *Communications, 2004 IEEE International Conference on*, Paris: 2004, pp. 1237-1242 Vol.2.
- [66] D. Awduche, J. Malcolm, J. Agogbua, M. O'Dell, and J. McManus, *Requirements for Traffic Engineering Over MPLS*, IETF, 1999.

- [67] M. Kodialam and T. Lakshman, "Minimum interference routing with applications to MPLS traffic engineering," *INFOCOM 2000. Nineteenth Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies. Proceedings. IEEE*, 2000, pp. 884-893 vol.2.
- [68] S. Suri, M. Waldvogel, and P.R. Warkhede, "Profile-Based Routing: A New Framework for MPLS Traffic Engineering," *Proceedings of the Second International Workshop on Quality of Future Internet Services*, Springer-Verlag, 2001, pp. 138-157.
- [69] Byeongsik Kim, Woojik Chun, and Jaeho Yoo, "Constraint-based LSP setup by message reversing of CR-LDP," *Information Networking, 2001. Proceedings. 15th International Conference on*, 2001, pp. 875-880.
- [70] T. Korkmaz and M. Krunz, "Bandwidth-delay constrained path selection under inaccurate state information," *IEEE/ACM Trans. Netw.*, vol. 11, 2003, pp. 384-398.
- [71] R.A. Guérin, R.A.G. Erin, and A. Orda, "QoS Routing in Networks with Inaccurate Information: Theory and Algorithms," *IEEE/ACM TRANSACTIONS ON NETWORKING*, 1997.
- [72] A. Oliveira, M.G. Ravetti, and G. Mateus, "Traffic Engineering in MPLS networks: ARS – An Adaptive Routing Scheme Based on Control Charts," *SBRC*, Fortaleza, Brazil: 2005, pp. 175-180.
- [73] X. Ying, T. Krisnaiyan, X. Guoliang, and J. Alpar, "The Constrained Shortest Path Problem: Algorithmic Approaches and an Algebraic Study with Generalization," *INTERNATIONAL JOURNAL OF GRAPHS AND COMBINATORICS*, vol. 2, Dec. 2005, pp. 63-86.
- [74] A. Elwalid, C. Jin, S. Low, and I. Widjaja, "MATE: MPLS adaptive traffic engineering," *INFOCOM 2001. Twentieth Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies. Proceedings. IEEE*, 2001, pp. 1300-1309 vol.3.
- [75] T. Güven, C. Kommareddy, R.J. La, M.A. Shayman, and B. Bhattacharjee, "Measurement Based Optimal Multi-path Routing," *UM INSTITUTE OF ADVANCED COMPUTING SCIENCES, TECH. REP.*, vol. 1, 2004, pp. 2003--69.
- [76] H. Radu Dragos, Martin Collier, and Sanda Dragos, "Design and implementation of an MPLS based load balancing architecture for Web switching.," *Proceedings of 15th ITC Specialist Seminar*, Wurzburg, Germany: 2002.
- [77] Keping Long, Zhongshan Zhang, and Shiduan Cheng, "Load balancing algorithms in MPLS traffic engineering," *High Performance Switching and Routing, 2001 IEEE Workshop on*, 2001, pp. 175-179.
- [78] M. Heusse and Y. Kermarrec, "Adaptive routing and load balancing of ephemeral connections," *Universal Multiservice Networks, 2000. ECUMN 2000. 1st European Conference on*, 2000, pp. 100-108.
- [79] M. Reed, "MPLS label space for optical packet switched networks," *Communications, 2003. ICC '03. IEEE International Conference on*, 2003, pp. 1273-1277 vol.2.
- [80] K. Kar, M. Kodialam, and T. Lakshman, "Minimum interference routing of bandwidth guaranteed tunnels with MPLS traffic engineering applications," *Selected Areas in Communications, IEEE Journal on*, vol. 18, 2000, pp. 2566-2579.
- [81] Weidong Lu and M. Mandal, "Optimal LSP capacity and flow assignment using traffic engineering in MPLS networks," *Global Telecommunications Conference, 2004. GLOBECOM '04. IEEE*, 2004, pp. 1128-1134 Vol.2.

- [82] M.J. Castelli, *Network Consultants Handbook*, Cisco Press, 2001.
- [83] Shogo Nakazawa, Hitomi Tamura, Kenji Kawahara, and Yuji Oie, "Performance Analysis for QoS Provisioning in MPLS Networks," *Telecommunication Systems*, vol. 25, 2004, pp. 209-230.
- [84] Ash J., Lee Y., Aswood-Smith P., Jamoussi B., Fedyk D., Skalecki D., and Li L., "LSP Modification Using CR-LDP," *IETF*, vol. RFC 3214, Jan. 2002, p. 11.
- [85] F. Palmieri, "MPLS DiffServ-Enabled Traffic Engineering: A Scalable QoS Model for Optical-Speed Media Streaming Networks," *High Speed Networks and Multimedia Communications*, 2004, pp. 301-313.
- [86] Suncheul Kim, Jaehyung Park, and Byung-ho Yae, "A scalable and load-efficient implementation of an RSVP-TE in MPLS networks," *Advanced Communication Technology, 2005, ICACT 2005. The 7th International Conference on*, 2005, pp. 950-953.
- [87] A. Sahoo, "A load-sensitive QoS routing algorithm in best-effort environment," *MILCOM 2002. Proceedings*, 2002, pp. 1206-1210 vol.2.
- [88] Antonio, Luigi, and Fabio, "Dynamic online QoS routing schemes: Performance and bounds," *Computer Networks*, vol. 50, May. 2006, pp. 966-981.
- [89] J.C.D. Oliveira, C. Scoglio, I.F. Akyildiz, and G. Uhl, "New preemption policies for DiffServ-aware traffic engineering to minimize rerouting in MPLS networks," *IEEE/ACM Trans. Netw.*, vol. 12, 2004, pp. 733-745.
- [90] Li Li, M. Buddhikot, C. Chekuri, and K. Guo, "Routing bandwidth guaranteed paths with local restoration in label switched networks," *Selected Areas in Communications, IEEE Journal on*, vol. 23, 2005, pp. 437-449.
- [91] K. Lee and J. Kim, "MPLS Alternate Path Restoration with Guaranteed Bandwidth," *Computational Science and Its Applications - ICCSA 2006*, 2006, pp. 572-581.
- [92] Pan P., Swallow G., and Atlas A., *Fast Reroute Extensions to RSVP-TE for LSP Tunnels*, IETF, 2005.
- [93] E. Iannone, "Wavelength conversion and routing strategies in opaque optical networks," *Lasers and Electro-Optics Society Annual Meeting, 1998. LEOS '98. IEEE*, 1998, pp. 354-355 vol.1.
- [94] G. Ellinas, J. Labourdette, S. Chaudhuri, J. Walker, J. Labourdette, E. Goldstein, K. Bala, J.A. Walker, S. Chaudhuri, L. Lin, E. Goldstein, and K. Bala, "Network Control and Management Challenges in Opaque Networks Utilizing Transparent Optical Switches," *IEEE COMMUNICATIONS MAGAZINE*, vol. 42, 2004, p. 24.
- [95] T. Carpenter, D. Shallcross, J. Gannett, J. Jackel, and A. Von Lehmen, "Maximizing the transparency advantage in optical networks," *Optical Fiber Communications Conference, 2003. OFC 2003*, 2003, pp. 616-617 vol.2.
- [96] M. Ma, *Current Research Progress of Optical Networks*, Springer, 2009.
- [97] D. Awduche and Y. Rekhter, "Multiprotocol lambda switching: combining MPLS traffic engineering control with optical crossconnects," *Communications Magazine, IEEE*, vol. 39, 2001, pp. 111-116.
- [98] R. Ramaswami and K. Sivarajan, *Optical Networks: A Practical Perspective (Second Edition)*, Morgan Kaufmann, 2001.

- [99] J. Yates, "Control planes and their applicability to all-optical networks," *All-Optical Networking: Existing and Emerging Architecture and Applications/Dynamic Enablers of Next-Generation Optical Communications Systems/Fast Optical Processing in Optical Transmission/VCSEL and Microcavity Lasers. 2002 IEEE/LEOS Summer Topi*, 2002, pp. TuM2-37-TuM2-38.
- [100] J. Strand, A. Chiu, and R. Tkach, "Issues for routing in the optical layer," *Communications Magazine, IEEE*, vol. 39, 2001, pp. 81-87.
- [101] R. Sabella, E. Iannone, M. Listanti, M. Berdusco, and S. Binetti, "Impact of transmission performance on path routing in all-optical transport networks," *Lightwave Technology, Journal of*, vol. 16, 1998, pp. 1965-1972.
- [102] B. Ramamurthy, D. Datta, H. Feng, J. Heritage, and B. Mukherjee, "Impact of transmission impairments on the teletraffic performance of wavelength-routed optical networks," *Lightwave Technology, Journal of*, vol. 17, 1999, pp. 1713-1723.
- [103] *Architecture for the automatically switched optical network (ASON)*, ITU-T, 2006.
- [104] Dimitri Papadimitriou , Martin Vigoureux, Kohei Shiomoto , Deborah Brungard , and Jean-Louis Le Roux , *Generalized Multi-Protocol Label Switching (GMPLS) Protocol Extensions for Multi-Layer and Multi-Region Networks (MLN/MRN)* , IETF, 2009.
- [105] Y. Lee, Martin Vigoureux, G. Bernstein, and Wataru Imajuku, *Framework for GMPLS and PCE Control of Wavelength Switched Optical Networks (WSO)*, IETF, 2009.
- [106] M. Kovacevic and A.S. Acampora, "Benefits of Wavelength Translation in All-Optical Clear-Channel Networks," *IEEE Journal of Selected Areas in Communications*, vol. 14, 1996, pp. 868-880.
- [107] Zhensheng Zhang, James Fu, Dan Guo, and Leah Zhang, "Lightpath routing for intelligent optical networks," *Network, IEEE*, vol. 15, 2001, pp. 28-35.
- [108] P. Saengudomlert, E. Modiano, and R.G. Gallager, "On-line routing and wavelength assignment for dynamic traffic in WDM ring and torus networks," *IEEE/ACM Trans. Netw.*, vol. 14, 2006, pp. 330-340.
- [109] L. Li and A. Somani, "Dynamic Wavelength Routing Techniques and their Performance Analyses," *Optical WDM Networks*, 2000, pp. 247-272.
- [110] B. Mukherjee, *Optical WDM Networks*, Springer, 2006.
- [111] S. Oueslati and J. Roberts, "Comparing Flow-Aware and Flow-Oblivious Adaptive Routing," *Information Sciences and Systems, 2006 40th Annual Conference on*, 2006, pp. 655-660.
- [112] M.A. Serkan Yesildag, "Dynamic Routing And Wavelength Assignment In Wdm Optical Networks Using Neuro-Dynamic Programming," 2001.
- [113] J. Spaeth, "Resource allocation for dynamic routing in WDM networks," *All-Optical Networking 1999: Architecture, Control, and Management Issues*, Boston, MA, USA: SPIE, 1999, pp. 235-246.
- [114] A. Ozdaglar and D. Bertsekas, "Routing and wavelength assignment in optical networks," *Networking, IEEE/ACM Transactions on*, vol. 11, 2003, pp. 259-272.
- [115] A. Arteta, B. Barán, and D. Pinto, "Routing and wavelength assignment over WDM optical networks: a comparison between MOACOs and classical approaches," *Proceedings of the 4th international IFIP/ACM Latin American conference on Networking*, San José, Costa Rica:

ACM, 2007, pp. 53-63.

[116] L. Denoed,, S. Al Zahr,, and N. Puech., *Routing and Wavelength Assignment in WDM Optical Networks : Exact Resolution vs. Random Search Based Heuristics.* , Nice, France: Ecole Nationale Supérieure des Télécommunications,, 2008.

[117] Khaled M. F. Elsayed and Senior Member Ieee, “Dynamic Routing, Wavelength, and Fiber Selection Algorithms for Multi-Fiber WDM Grooming Networks,” Nov. 2007.

[118] B. Chen, G.N. Rouskas, and R. Dutta, “On hierarchical traffic grooming in WDM networks,” *IEEE/ACM Trans. Netw.*, vol. 16, 2008, pp. 1226-1238.

[119] D.P. Bertsekas and Gallager, *Data Networks (2nd Edition)*, Prentice Hall, 1992.

[120] M.L. Fredman and R.E. Tarjan, “Fibonacci heaps and their uses in improved network optimization algorithms,” *J. ACM*, vol. 34, 1987, pp. 596-615.

[121] T.H. Cormen, C.E. Leiserson, R.L. Rivest, and C. Stein, *Introduction to Algorithms*, The MIT Press, 2001.

[122] J. Hakkimen, M. Lagerholm, C. Peterson, and B. Soderberg, “Local routing algorithms based on Potts neural networks,” *Neural Networks, IEEE Transactions on*, vol. 11, 2000, pp. 970-977.

[123] J.L. Sobrinho, “Algebra and algorithms for QoS path computation and hop-by-hop routing in the internet,” *IEEE/ACM Trans. Netw.*, vol. 10, 2002, pp. 541-550.

[124] Kit-Man Chan and T. Yum, “Analysis of least congested path routing in WDM lightwave networks ,” *INFOCOM '94. Networking for Global Communications., 13th Proceedings IEEE*, 1994, pp. 962-969 vol.2.

[125] He Rongxi, Zhang Zhizhong, Li Lemin, and Wang Sheng, “A dynamic routing and wavelength assignment algorithm in IP/MPLS over WDM networks,” *Communications, Circuits and Systems and West Sino Expositions, IEEE 2002 International Conference on*, 2002, pp. 855-859 vol.1.

[126] K. Maalaoui, A. Belghith, J. Bonnin, and M. Tezeghdanti, “Performance evaluation of QoS routing algorithms,” *Computer Systems and Applications, 2005. The 3rd ACS/IEEE International Conference on*, 2005, p. 66.

[127] T. Asfour and A. Serhrouchni, “The Coexistence of Multicast and Unicast over a GPS Capable Network,” *Networking — ICN 2001*, 2001, pp. 569-578.

[128] T. Li and B. Wang, “Cost Effective Shared Path Protection for WDM Optical Mesh Networks with Partial Wavelength Conversion,” *Photonic Network Communications*, vol. 8, Nov. 2004, pp. 251-266.

[129] V. Anagnostopoulos, C. Politi, C. Matrakidis, and A. Stavdas, “Physical layer impairment aware wavelength routing algorithms based on analytically calculated constraints,” *Optics Communications*, vol. 270, Feb. 2007, pp. 247-254.

[130] E. Lawler, *Combinatorial Optimization: Networks and Matroids*, Dover Publications, 2001.

[131] N. Bloembergen, *Nonlinear Optics*, World Scientific Publishing Company, 1996.

[132] S.P.S. N. Singh, “NONLINEAR EFFECTS IN OPTICAL FIBERS: ORIGIN, MANAGEMENT AND APPLICATIONS,” vol. 73, 2007.

[133] A.T.J. Simmons, *Optical Network Design and Planning*.

- [134] I. Nasieva, J.D. Ania-Castañón, S.K. Turitsyn, C. Borsier, E. Pincemin, and M.P. Fedoruk, "Span Design for Reduced Noise and Nonlinear Impairments in a Dispersion-Managed Raman Amplified System," *Optical and Quantum Electronics*, vol. 36, Jun. 2004, pp. 725-732.
- [135] M. Jaworski and M. Chochol, "Split-Step-Fourier-Method in Modeling Wavelength-Division-Multiplexed Links," *Transparent Optical Networks, 2007. ICTON '07. 9th International Conference on*, 2007, pp. 47-50.
- [136] E. Sasaoka, M. Tsukitani, and M. Nishimura, "Design optimization of SMF-DCF hybrid transmission lines for long haul large capacity WDM transmission systems," *Communications, 1999. APCC/OECC '99. Fifth Asia-Pacific Conference on ... and Fourth Optoelectronics and Communications Conference*, 1999, pp. 378-380 vol.1.
- [137] A. Stavdas, S. Sygletos, M. O'Mahoney, H. Lee, C. Matrakidis, and A. Dupas, "IST-DAVID: concept presentation and physical layer modeling of the metropolitan area network," *Lightwave Technology, Journal of*, vol. 21, 2003, pp. 372-383.
- [138] J.S. A. Chiu,, "Impairments and Other Constraints on Optical Layer Routing," May. 2005.
- [139] S.M. Pachnicke, S. Spaelter, J. Reichert, and E. Voges, "Analytical assessment of the Q-factor due to cross-phase modulation (XPM) in multispan WDM transmission systems," *Optical Transmission Systems and Equipment for WDM Networking II*, Orlando, FL, USA: SPIE, 2003, pp. 61-70.
- [140] S. Al Zahr, M. Gagnaire, N. Puech, and M. Koubaa, "Physical layer impairments in WDM core networks: a comparison between a North-American backbone and a Pan-European backbone," *Broadband Networks, 2005. BroadNets 2005. 2nd International Conference on*, 2005, pp. 1258-1263 Vol. 2.
- [141] A. Gumaste and T. Antony, *DWDM Network Designs and Engineering Solutions*, Cisco Press, 2002.
- [142] Nicolas PUECH, Sawsan AL ZAHR , and Maurice GAGNAIRE, "Wavelength-dependant Quality of Transmission in WDM Transparent Optical Networks," Funchal, Madeira island, Portugal: ICT2006, 2006, p. 4.
- [143] Livio Paradiso, Pierpaolo Boffi, Lucia Marazzi, Nicola Dalla Vecchia, Massimo Artiglia, and Mario Martinelli, "Experimental XPM, SPM, FWM Penalty Evaluation in Very Dense WDM Optical Systems," *Conference on Lasers and Electro-Optics/Quantum Electronics and Laser Science and Photonic Applications Systems Technologies*, Optical Society of America, 2005, p. CWG2.
- [144] S. Azodolmolky, M. Klinkowski, E. Marin, D. Careglio, J.S. Pareta, and I. Tomkos, "A survey on physical layer impairments aware routing and wavelength assignment algorithms in optical networks," *Computer Networks*, vol. 53, May. 2009, pp. 926-944.
- [145] P. Khadivi, S. Samavi, T. Todd, and H. Saidi, "Multi-constraint QoS routing using a new single mixed metric," *Communications, 2004 IEEE International Conference on*, 2004, pp. 2042-2046 Vol.4.
- [146] Q. Hua, J. Zhao, and Z. Li, "Multi-objective routing and wavelength assignment method in WDM networks," *Network Architectures, Management, and Applications*, Wuhan, China: SPIE, 2004, pp. 695-702.
- [147] M. O'Mahony, "Transmission impairments in WDM networks," *Optical Fiber Communication Conference and Exhibit, 1998. OFC '98., Technical Digest*, 1998, pp. 121-122.

- [148] H. Pereira, D. Chaves, C. Bastos-Filho, and J. Martins-Filho, "OSNR model to consider physical layer impairments in transparent optical networks," *Photonic Network Communications*.
- [149] W. Zeiler, F. Di Pasquale, P. Bayvel, and J. Midwinter, "Modeling of four-wave mixing and gain peaking in amplified WDM optical communication systems and networks," *Lightwave Technology, Journal of*, vol. 14, 1996, pp. 1933-1942.
- [150] N. Hanik, "Modelling of nonlinear optical wave propagation including linear mode-coupling and birefringence," *Optics Communications*, vol. 214, Dec. 2002, pp. 207-230.
- [151] H. Bourdoucen, "Effect of line codes and WDM wavelengths on the performance of transmission systems based on the Mach-Zehnder modulator," *Journal of Optical Networking*, vol. 3, Feb. 2004, pp. 92-99.
- [152] Szilárd Zsigmond, Perényi Marcell, and Tibor Cinkler, "OSNR Based Routing in WDM Optical Networks," *HÍRADÁSTECHNIKA*, vol. 63, 2008, pp. 47-54.
- [153] S. Pachnicke, J. Kissing, and E. Voges, "Constraint-based routing due to physical impairments in transparent optical networks," Atlanta: 2003.
- [154] S. Zsigmond, G. Németh, and T. Cinkler, "Mutual Impact of Physical Impairments and Grooming in Multilayer Networks," *Optical Network Design and Modeling*, 2007, pp. 38-47.
- [155] A. Marsden, A. Maruta, and K. Kitayama, "Routing and wavelength assignment encompassing FWM in WDM lightpath networks," *Optical Network Design and Modeling, 2008. ONDM 2008. International Conference on*, 2008, pp. 1-6.
- [156] J.Y. Yen, "Finding the K Shortest Loopless Paths in a Network," *MANAGEMENT SCIENCE*, vol. 17, Jul. 1971, pp. 712-716.
- [157] E.S.V.D. Poort, M. Libura, G. Sierksma, and J.A.A.V.D. Veen, "Solving the k-best traveling salesman problem," *Computers & Operations Research*, vol. 26, Apr. 1999, pp. 409-425.
- [158] D. Eppstein, "Finding the k Shortest Paths," *SIAM J. Comput.*, vol. 28, 1999, pp. 652-673.
- [159] W.M. Carlyle and R.K. Wood, "Near-shortest and K-shortest simple paths," *Netw.*, vol. 46, 2005, pp. 98-109.
- [160] S. Al Zahr, M. Gagnaire, and N. Puech, "Impact of wavelength assignment strategies on hybrid WDM network planning," *Design and Reliable Communication Networks, 2007. DRCN 2007. 6th International Workshop on*, 2007, pp. 1-7.
- [161] M. Ezzahdi, S. Al Zahr, M. Koubaa, N. Puech, and M. Gagnaire, "LERP: a Quality of Transmission Dependent Heuristic for Routing and Wavelength Assignment in Hybrid WDM Networks," *Computer Communications and Networks, 2006. ICCCN 2006. Proceedings.15th International Conference on*, 2006, pp. 125-136.
- [162] E. Salvadori, Y. Ye, A. Zanardi, H. Woesner, M. Carcagni, G. Galimberti, G. Martinelli, A. Tanzi, and D. La Fauci, "Signalling-Based Architectures for Impairment-Aware Lightpath Set-Up in GMPLS Networks," *Global Telecommunications Conference, 2007. GLOBECOM '07. IEEE*, 2007, pp. 2263-2268.
- [163] G. Markidis, S. Sygletos, A. Tzanakaki, and I. Tomkos, "Impairment Aware Based Routing and Wavelength Assignment in Transparent Long Haul Networks," *Optical Network Design and Modeling*,

2007, pp. 48-57.

[164] I. Tomkos, D. Vogiatzis, C. Mas, I. Zacharopoulos, A. Tzanakaki, and E. Varvarigos, "Performance engineering of metropolitan area optical networks through impairment constraint routing," *Communications Magazine, IEEE*, vol. 42, 2004, pp. S40-S47.

[165] P. Manohar, D. Manjunath, and R. Shevgaonkar, "Routing and wavelength assignment in optical networks from edge disjoint path algorithms," *Communications Letters, IEEE*, vol. 6, 2002, pp. 211-213.

[166] M. Dorigo and L. Gambardella, "Ant colony system: a cooperative learning approach to the traveling salesman problem," *Evolutionary Computation, IEEE Transactions on*, vol. 1, 1997, pp. 53-66.

[167] Carlos A. Silva and L. Thomas A. Runkler, "Ant Colony Optimization for dynamic Traveling Salesman Problems.," *ARCS Workshops*, 2004, pp. 259-266.

[168] Ming Liu, Yange Sun, Rui Liu, and Xiaoyan Huang, "An Improved Ant Colony QoS Routing Algorithm Applied to Mobile Ad Hoc Networks," *Wireless Communications, Networking and Mobile Computing, 2007. WiCom 2007. International Conference on*, 2007, pp. 1641-1644.

[169] S. Li-juan, W. Liang-jun, and W. Ru-chuan, "Ant colony algorithm for solving QoS routing problem," *Wuhan University Journal of Natural Sciences*, vol. 9, Jul. 2004, pp. 449-453.

[170] G. Pavani and H. Waldman, "Adaptive routing and wavelength assignment with power constraints using Ant Colony Optimization," *Telecommunications Symposium, 2006 International*, 2006, pp. 637-642.

[171] Kwangil Lee and M. Shayman, "Optical network design with optical constraints in multi-hop WDM mesh networks," *Computer Communications and Networks, 2004. ICCCN 2004. Proceedings. 13th International Conference on*, 2004, pp. 431-436.

[172] G. Sousa, L. Gustavo, Helio, and Mauricio, "Distributed approaches for impairment-aware routing and wavelength assignment algorithms in GMPLS networks," *Computer Networks*, vol. 52, Jul. 2008, pp. 1905-1915.

[173] M. Lima, A. Cesar, and A. Araujo, "Optical network optimization with transmission impairments based on genetic algorithm," *Microwave and Optoelectronics Conference, 2003. IMOC 2003. Proceedings of the 2003 SBMO/IEEE MTT-S International*, 2003, pp. 361-365 vol.1.

[174] Xi Yang, Lu Shen, and B. Ramamurthy, "Survivable lightpath provisioning in WDM mesh networks under shared path protection and signal quality constraints," *Lightwave Technology, Journal of*, vol. 23, 2005, pp. 1556-1567.

[175] E. Marin, S. Sanchez, X. Masip, J. Sole, G. Maier, W. Erangoli, S. Santoni, and M. Quagliotti, "Applying Prediction Concepts to Routing on Semi-Transparent Optical Transport Networks," *Transparent Optical Networks, 2007. ICTON '07. 9th International Conference on*, 2007, pp. 32-36.

[176] K. Kowalik and M. Collier, "Traffic engineering eye diagram," *Consumer Communications and Networking Conference, 2005. CCNC. 2005 Second IEEE*, 2005, pp. 215-222.

[177] S. Subramanian and V. Muthukumar, "Alternate path routing algorithm for traffic engineering in the Internet," *Information Technology: Coding and Computing [Computers and Communications], 2003. Proceedings. ITCC 2003. International Conference on*, 2003, pp. 367-372.

- [178] C. Agapi, C. Chiu, T. Chong, H. Phillips, and B. Willingham, *Internet Telephony Gateway Location Service Protocol*, IETF, 1998.
- [179] A. Narula-Tam and E. Modiano, "Dynamic load balancing in WDM packet networks with and without wavelength constraints," *Selected Areas in Communications, IEEE Journal on*, vol. 18, 2000, pp. 1972-1979.
- [180] M. Brunato, M. Brunato, R. Battiti, R. Battiti, E. Salvadori, and E. Salvadori, "Dynamic Load Balancing in WDM Networks," *Kluwer*, vol. 4, 2003, pp. 7-20.
- [181] Xi Yang and B. Ramamurthy, "Dynamic routing in translucent WDM optical networks: the intradomain case," *Lightwave Technology, Journal of*, vol. 23, 2005, pp. 955-971.
- [182] I.(C.W.J.S.W.E.S.O.E.R. Associates, *High-Speed Computing Devices*, New York: McGraw-Hill Book Company, 1950, 1950.
- [183] E. Aboelela, *Network Simulation Experiments Manual*, Morgan Kaufmann, 2003.
- [184] T. Issariyakul and E. Hossain, *Introduction to Network Simulator NS2*, Springer, 2008.
- [185] G.A. Wainer, *Discrete-Event Modeling and Simulation: A Practitioner's Approach*, CRC, 2009.
- [186] J.L. Marzo, P. Vilà, L. Fàbrega, and D. Massaguer, "A distributed simulator for network resource management investigation," *Computer Communications Journal (Elsevier)*, vol. 26, 2003, pp. 1782--1791.
- [187] Santiago Cots, Teodor Jové, and Pere Vilà, "A Call-level Network Simulator Framework based on a Standard Agent Platform * Keywords: Distributed simulation," *Proceedings of International Symposium on Performance Evaluation of Computer and Telecommunication Systems*, Montreal (Canada): 2003.
- [188] B. Ramamurthy, D. Datta, H. Feng, J. Heritage, and B. Mukherjee, "SIMON: a simulator for optical networks," *Proceedings of the SPIE - The International Society for Optical Engineering*, Country of Publication: USA: SPIE-Int. Soc. Opt. Eng SPIE., 1999, pp. 135, 130.
- [189] Vasilios Anagnostopoulos, Sotiris Chatzis, Constantinos Lalos, Anastasios Doulamis, Dimitrios Kosmopoulos, Theodora Varvarigou, Helmut Neuschmied, Georg Thallinger, Stuart E. Middleton, Matthew Addis, Eduardo Bustos, and Fabrizio Giorgini, "A Cross Media Platform for Personalized Leisure & Entertainment: The POLYMNIA Approach," Dec. 2008.
- [190] Xiaowen Chu and J. Liu, "DLCR: a new adaptive routing scheme in WDM mesh networks," *Communications*, 2005. ICC 2005. 2005 IEEE International Conference on, 2005, pp. 1797-1801 Vol. 3.
- [191] I. Katib and D. Medhi, "Adaptive alternate routing in WDM networks and its performance tradeoffs in the presence of wavelength converters," *Optical Switching and Networking*.
- [192] R. R. hawa, and J. Sohal, "Blocking probability analysis of survivable routing in WDM optical networks with/without sparse-wavelength conversion," *Optik - International Journal for Light and Electron Optics*.
- [193] O. Gerstel, R. Ramaswami, and G. Sasaki, "Benefits of Limited Wavelength Conversion in WDM Ring Networks," *IN OPTICAL FIBER COMMUNICATION CONFERENCE*, vol. 6, 1997, pp. 119--120.
- [194] K. Lukac, Z. Lukac, and M. Tkalic, "Benefits of wavelength conversion in optical WDM mesh

networks with dynamic routing,” Proceedings of the 24th IASTED international conference on Parallel and distributed computing and networks, Innsbruck, Austria: ACTA Press, 2006, pp. 117-122.

[195] B. Ramamurthy and B. Mukherjee, “Wavelength Conversion in WDM Networking,” IEEE JOURNAL ON SELECTED AREAS IN COMMUNICATIONS, vol. 16, 1996, pp. 1061--1073.

[196] S. Subramaniam, A. Somani, M. Azizoglu, and R. Barry, “The benefits of wavelength conversion in WDM networks with non-Poisson traffic,” Communications Letters, IEEE, vol. 3, 1999, pp. 81-83.

[197] H. Zang, J.P. Jue, and B. Mukherjee, “A Review of Routing and Wavelength Assignment Approaches for Wavelength-Routed Optical WDM Networks,” 2000.

[198] T. Deng and S. Subramaniam, “Adaptive QoS routing in dynamic wavelength-routed optical networks,” Broadband Networks, 2005. BroadNets 2005. 2nd International Conference on, 2005, pp. 184-193 Vol. 1.

[199] A. Redey, M. Morse, and A. Platt, “Topology and traffic scenarios for ATM network simulation,” Information, Communications and Signal Processing, 1997. ICICS., Proceedings of 1997 International Conference on, 1997, pp. 635-639 vol.2.

13. Παράρτημα

13.1 XML αρχείο για το δίκτυο BT

```
<?xml version="1.0"?>
<VONSimulation>
  <simulationPrefs>
    <typePrefs simType="Optical">
      <impaired val="true" />
      <Qfactor val="14" />
    </typePrefs>
    <measurementPrefs>
      <timeStep val="10" />
      <flowStep val="1000" />
      <lifeStep val="10" />
      <maxEpochs val="40" />
      <transientSteps val="3" />
      <smoothingSteps val="3" />
      <variation val="0.1" />
      <unload val="false" />
      <algorithm val="impairedCSPF" />
      <algorithm_args>nomasquarade;noheavy;noise</algorithm_args>
      <scheduling val="1" />
    </measurementPrefs>
    <filePrefs path="c:/Vasilis/vontemp">
      <graphFile />
      <plotFile>bt_cspf_noise_1.csv</plotFile>
      <epochFile />
      <edgeFile />
      <processorFile />
      <trafficFile />
      <pluginFile />
      <rcmFile />
      <nmsFile />
    </filePrefs>
  </simulationPrefs>
</VONSimulation>
```

```

</filePrefs>
</simulationPrefs>
<topologyPrefs nodes="17">
  <listOfEdgeProperties>
    <edgeProperties>
      <listOfBulkPairs>
        <bulkPair from="2" to="4" bidirectional="true"/>
        <bulkPair from="3" to="9" bidirectional="true"/>
        <bulkPair from="3" to="4" bidirectional="true"/>
      </listOfBulkPairs>
      <characteristics initialbw="40" distance="1" monitor="true" copies="2"/>
    </edgeProperties>
    <edgeProperties>
      <listOfBulkPairs>
        <bulkPair from="2" to="9" bidirectional="true"/>
      </listOfBulkPairs>
      <characteristics initialbw="40" distance="2" monitor="true" copies="3"/>
    </edgeProperties>
    <edgeProperties>
      <listOfBulkPairs>
        <bulkPair from="5" to="11" bidirectional="true"/>
        <bulkPair from="8" to="11" bidirectional="true"/>
        <bulkPair from="8" to="15" bidirectional="true"/>
      </listOfBulkPairs>
      <characteristics initialbw="40" distance="2" monitor="true" copies="4"/>
    </edgeProperties>
    <edgeProperties>
      <listOfBulkPairs>
        <bulkPair from="15" to="16" bidirectional="true"/>
      </listOfBulkPairs>
      <characteristics initialbw="40" distance="2" monitor="true" copies="2"/>
    </edgeProperties>
    <edgeProperties>
      <listOfBulkPairs>
        <bulkPair from="1" to="7" bidirectional="true"/>
      </listOfBulkPairs>
      <characteristics initialbw="40" distance="3" monitor="true" copies="2"/>
    </edgeProperties>
    <edgeProperties>
      <listOfBulkPairs>
        <bulkPair from="1" to="6" bidirectional="true"/>
      </listOfBulkPairs>
      <characteristics initialbw="40" distance="3" monitor="true" copies="1"/>
    </edgeProperties>
    <edgeProperties>
      <listOfBulkPairs>
        <bulkPair from="1" to="13" bidirectional="true"/>
        <bulkPair from="12" to="16" bidirectional="true"/>
      </listOfBulkPairs>
      <characteristics initialbw="40" distance="4" monitor="true" copies="2"/>
    </edgeProperties>
    <edgeProperties>
      <listOfBulkPairs>
        <bulkPair from="6" to="7" bidirectional="true"/>
      </listOfBulkPairs>
      <characteristics initialbw="40" distance="4" monitor="true" copies="2"/>
    </edgeProperties>
    <edgeProperties>
      <listOfBulkPairs>
        <bulkPair from="0" to="10" bidirectional="true"/>
      </listOfBulkPairs>
      <characteristics initialbw="40" distance="5" monitor="true" copies="2"/>
    </edgeProperties>
    <edgeProperties>
      <listOfBulkPairs>
        <bulkPair from="5" to="9" bidirectional="true"/>
      </listOfBulkPairs>
      <characteristics initialbw="40" distance="5" monitor="true" copies="4"/>
    </edgeProperties>
  </listOfEdgeProperties>
</topologyPrefs>

```

```

<edgeProperties>
  <listOfBulkPairs>
    <bulkPair from="14" to="15" bidirectional="true"/>
  </listOfBulkPairs>
  <characteristics initialbw="40" distance="5" monitor="true" copies="2"/>
</edgeProperties>
<edgeProperties>
  <listOfBulkPairs>
    <bulkPair from="12" to="14" bidirectional="true"/>
  </listOfBulkPairs>
  <characteristics initialbw="40" distance="5" monitor="true" copies="2"/>
</edgeProperties>
<edgeProperties>
  <listOfBulkPairs>
    <bulkPair from="2" to="7" bidirectional="true"/>
  </listOfBulkPairs>
  <characteristics initialbw="40" distance="6" monitor="true" copies="3"/>
</edgeProperties>
<edgeProperties>
  <listOfBulkPairs>
    <bulkPair from="5" to="14" bidirectional="true"/>
  </listOfBulkPairs>
  <characteristics initialbw="40" distance="6" monitor="true" copies="2"/>
</edgeProperties>
<edgeProperties>
  <listOfBulkPairs>
    <bulkPair from="2" to="13" bidirectional="true"/>
  </listOfBulkPairs>
  <characteristics initialbw="40" distance="7" monitor="true" copies="2"/>
</edgeProperties>
<edgeProperties>
  <listOfBulkPairs>
    <bulkPair from="2" to="13" bidirectional="true"/>
    <bulkPair from="7" to="10" bidirectional="true"/>
  </listOfBulkPairs>
  <characteristics initialbw="40" distance="7" monitor="true" copies="3"/>
</edgeProperties>
<edgeProperties>
  <listOfBulkPairs>
    <bulkPair from="10" to="14" bidirectional="true"/>
  </listOfBulkPairs>
  <characteristics initialbw="40" distance="7" monitor="true" copies="3"/>
</edgeProperties>
<edgeProperties>
  <listOfBulkPairs>
    <bulkPair from="5" to="7" bidirectional="true"/>
  </listOfBulkPairs>
  <characteristics initialbw="40" distance="8" monitor="true" copies="3"/>
</edgeProperties>
<edgeProperties>
  <listOfBulkPairs>
    <bulkPair from="0" to="6" bidirectional="true"/>
  </listOfBulkPairs>
  <characteristics initialbw="40" distance="8" monitor="true" copies="1"/>
</edgeProperties>
<edgeProperties>
  <listOfBulkPairs>
    <bulkPair from="0" to="7" bidirectional="true"/>
  </listOfBulkPairs>
  <characteristics initialbw="40" distance="8" monitor="true" copies="2"/>
</edgeProperties>
<edgeProperties>
  <listOfBulkPairs>
    <bulkPair from="5" to="10" bidirectional="true"/>
  </listOfBulkPairs>
  <characteristics initialbw="40" distance="9" monitor="true" copies="2"/>
</edgeProperties>
</listOfEdgeProperties>
</topologyPrefs>

```

```

<trafficPrefs>
  <listOfInjectorProperties>
    <injectorProperties>
      <listOfBulkPairs>
        <bulkPair from="1" to="2" bidirectional="false"/>
        <bulkPair from="1" to="3" bidirectional="false"/>
        <bulkPair from="1" to="4" bidirectional="false"/>
        <bulkPair from="0-4" to="8" bidirectional="false"/>
        <bulkPair from="6-7" to="8" bidirectional="false"/>
        <bulkPair from="1" to="9" bidirectional="false"/>
        <bulkPair from="8" to="9" bidirectional="false"/>
        <bulkPair from="8" to="10" bidirectional="false"/>
        <bulkPair from="1-4" to="11" bidirectional="false"/>
        <bulkPair from="6" to="11" bidirectional="false"/>
        <bulkPair from="8-9" to="11" bidirectional="false"/>
        <bulkPair from="1" to="12" bidirectional="false"/>
        <bulkPair from="8" to="12" bidirectional="false"/>
        <bulkPair from="11" to="12" bidirectional="false"/>

        <bulkPair from="8" to="13" bidirectional="false"/>
        <bulkPair from="1" to="14" bidirectional="false"/>
        <bulkPair from="4" to="14" bidirectional="false"/>
        <bulkPair from="8" to="14" bidirectional="false"/>
        <bulkPair from="11" to="14" bidirectional="false"/>
        <bulkPair from="1" to="16" bidirectional="false"/>
        <bulkPair from="4" to="16" bidirectional="false"/>
        <bulkPair from="8" to="15-16" bidirectional="false"/>
        <bulkPair from="11" to="16" bidirectional="false"/>
      </listOfBulkPairs>
      <densities>
        <lifeDens>
          <distro name="distroDeterministic" param1="100" param2="100"/>
        </lifeDens>
        <arrivalDens>
          <distro name="distroBernoulli" param1="100" param2="100000"/>
        </arrivalDens>
        <bwDens>
          <distro name="distroDeterministic" param1="1" param2="1"/>
        </bwDens>
      </densities>
    </injectorProperties>
  </listOfInjectorProperties>
  <injectorProperties>
    <listOfBulkPairs>
      <bulkPair from="0" to="1-4" bidirectional="false"/>
      <bulkPair from="2" to="4" bidirectional="false"/>
      <bulkPair from="1" to="5-6" bidirectional="false"/>
      <bulkPair from="2-4" to="6" bidirectional="false"/>
      <bulkPair from="1" to="7" bidirectional="false"/>
      <bulkPair from="4" to="7" bidirectional="false"/>
      <bulkPair from="5" to="8" bidirectional="false"/>
      <bulkPair from="2" to="9" bidirectional="false"/>
      <bulkPair from="4" to="9" bidirectional="false"/>
      <bulkPair from="6" to="9" bidirectional="false"/>
      <bulkPair from="1" to="10" bidirectional="false"/>
      <bulkPair from="0" to="11" bidirectional="false"/>
      <bulkPair from="7" to="11" bidirectional="false"/>
      <bulkPair from="10" to="11" bidirectional="false"/>

      <bulkPair from="2-4" to="12" bidirectional="false"/>
      <bulkPair from="6" to="12" bidirectional="false"/>
      <bulkPair from="9" to="12" bidirectional="false"/>
      <bulkPair from="1-4" to="13" bidirectional="false"/>

      <bulkPair from="11" to="13" bidirectional="false"/>
      <bulkPair from="0" to="14" bidirectional="false"/>
      <bulkPair from="2" to="14" bidirectional="false"/>
      <bulkPair from="3" to="14" bidirectional="false"/>
      <bulkPair from="6" to="14" bidirectional="false"/>
      <bulkPair from="7" to="14" bidirectional="false"/>
    </listOfBulkPairs>
  </injectorProperties>
</trafficPrefs>

```

```

<bulkPair from="9" to="14" bidirectional="false"/>
<bulkPair from="12" to="14" bidirectional="false"/>
<bulkPair from="13" to="14" bidirectional="false"/>
<bulkPair from="1-4" to="15" bidirectional="false"/>

<bulkPair from="11" to="15" bidirectional="false"/>
<bulkPair from="14" to="15" bidirectional="false"/>

<bulkPair from="0" to="16" bidirectional="false"/>
<bulkPair from="2" to="16" bidirectional="false"/>
<bulkPair from="3" to="16" bidirectional="false"/>
<bulkPair from="6" to="16" bidirectional="false"/>
<bulkPair from="7" to="16" bidirectional="false"/>
<bulkPair from="9" to="16" bidirectional="false"/>
<bulkPair from="12" to="16" bidirectional="false"/>
<bulkPair from="13" to="16" bidirectional="false"/>
<bulkPair from="14" to="16" bidirectional="false"/>
</listOfBulkPairs>
<densities>
  <lifeDens>
    <distro name="distroDeterministic" param1="200" param2="200"/>
  </lifeDens>
  <arrivalDens>
    <distro name="distroBernoulli" param1="100" param2="100000"/>
  </arrivalDens>
  <bwDens>
    <distro name="distroDeterministic" param1="1" param2="1"/>
  </bwDens>
</densities>
</injectorProperties>
<injectorProperties>
  <listOfBulkPairs>
    <bulkPair from="2" to="3" bidirectional="false"/>
    <bulkPair from="3" to="4" bidirectional="false"/>
    <bulkPair from="2" to="5" bidirectional="false"/>
    <bulkPair from="4" to="5" bidirectional="false"/>
    <bulkPair from="0" to="6" bidirectional="false"/>
    <bulkPair from="2-3" to="7" bidirectional="false"/>
    <bulkPair from="0" to="9" bidirectional="false"/>
    <bulkPair from="7" to="9" bidirectional="false"/>
    <bulkPair from="2-4" to="10" bidirectional="false"/>
    <bulkPair from="5" to="11" bidirectional="false"/>
    <bulkPair from="0" to="12" bidirectional="false"/>
    <bulkPair from="7" to="12" bidirectional="false"/>
    <bulkPair from="0" to="13" bidirectional="false"/>
    <bulkPair from="6" to="13" bidirectional="false"/>
    <bulkPair from="7" to="13" bidirectional="false"/>
    <bulkPair from="9" to="13" bidirectional="false"/>
    <bulkPair from="12" to="13" bidirectional="false"/>
    <bulkPair from="5" to="14" bidirectional="false"/>
    <bulkPair from="10" to="14" bidirectional="false"/>
    <bulkPair from="0" to="15" bidirectional="false"/>
    <bulkPair from="6" to="15" bidirectional="false"/>
    <bulkPair from="7" to="15" bidirectional="false"/>
    <bulkPair from="9" to="15" bidirectional="false"/>
    <bulkPair from="12" to="15" bidirectional="false"/>
    <bulkPair from="13" to="15" bidirectional="false"/>
    <bulkPair from="5" to="16" bidirectional="false"/>
    <bulkPair from="10" to="16" bidirectional="false"/>
    <bulkPair from="15" to="16" bidirectional="false"/>
  </listOfBulkPairs>
  <densities>
    <lifeDens>
      <distro name="distroDeterministic" param1="300" param2="300"/>
    </lifeDens>
    <arrivalDens>
      <distro name="distroBernoulli" param1="100" param2="100000"/>
    </arrivalDens>
    <bwDens>

```

```

        <distro name="distroDeterministic" param1="1" param2="1"/>
    </bwDens>
</densities>
</injectorProperties>
<injectorProperties>
    <listOfBulkPairs>
        <bulkPair from="0" to="5" bidirectional="false"/>
        <bulkPair from="3" to="5" bidirectional="false"/>
        <bulkPair from="5" to="6" bidirectional="false"/>
        <bulkPair from="0" to="7" bidirectional="false"/>
        <bulkPair from="6" to="7" bidirectional="false"/>
        <bulkPair from="3" to="9" bidirectional="false"/>
        <bulkPair from="5" to="9" bidirectional="false"/>
        <bulkPair from="6" to="10" bidirectional="false"/>
        <bulkPair from="9" to="10" bidirectional="false"/>
        <bulkPair from="5" to="10" bidirectional="false"/>
        <bulkPair from="10" to="9" bidirectional="false"/>
        <bulkPair from="5" to="12" bidirectional="false"/>
        <bulkPair from="10" to="12" bidirectional="false"/>

        <bulkPair from="5" to="13" bidirectional="false"/>
        <bulkPair from="10" to="13" bidirectional="false"/>

        <bulkPair from="10" to="15" bidirectional="false"/>
    </listOfBulkPairs>
    <densities>
        <lifeDens>
            <distro name="distroDeterministic" param1="400" param2="400"/>
        </lifeDens>
        <arrivalDens>
            <distro name="distroBernoulli" param1="100" param2="100000"/>
        </arrivalDens>
        <bwDens>
            <distro name="distroDeterministic" param1="1" param2="1"/>
        </bwDens>
    </densities>
</injectorProperties>
<injectorProperties>
    <listOfBulkPairs>
        <bulkPair from="5" to="7" bidirectional="false"/>
        <bulkPair from="7" to="10" bidirectional="false"/>
        <bulkPair from="5" to="15" bidirectional="false"/>
    </listOfBulkPairs>
    <densities>
        <lifeDens>
            <distro name="distroDeterministic" param1="500" param2="500"/>
        </lifeDens>
        <arrivalDens>
            <distro name="distroBernoulli" param1="100" param2="100000"/>
        </arrivalDens>
        <bwDens>
            <distro name="distroDeterministic" param1="1" param2="1"/>
        </bwDens>
    </densities>
</injectorProperties>
<injectorProperties>
    <listOfBulkPairs>
        <bulkPair from="0" to="10" bidirectional="false"/>
        <bulkPair from="10" to="5" bidirectional="false"/>
    </listOfBulkPairs>
    <densities>
        <lifeDens>
            <distro name="distroDeterministic" param1="600" param2="600"/>
        </lifeDens>
        <arrivalDens>
            <distro name="distroBernoulli" param1="100" param2="100000"/>
        </arrivalDens>
    </densities>

```

```
                </arrivalDens>
                <bwDens>
                    <distro name="distroDeterministic" param1="1" param2="1"/>
                </bwDens>
            </densities>
        </injectorProperties>
    </listOfInjectorProperties>
</trafficPrefs>
</VONSimulation>
```

13.2 Μαθηματική ανάλυση των εξισώσεων υπολογισμού των impairments.

Σε αυτήν την ενότητα θα προσπαθήσουμε να απλοποιήσουμε τις εξισώσεις για τον υπολογισμό των impairments που οφείλονται στα φαινόμενα XPM και FWM με σκοπό να επιταχυνθεί ο χρόνος εκτέλεσης της προσομοίωσης. Πρώτη κίνηση που θα κάνουμε είναι να απλοποιήσουμε τη γενική έκφραση και στη συνέχεια να εφαρμόσουμε τα συμπεράσματα που θα προκύψουν για να δώσουμε μια συμπαγή μορφή στην ειδική περίπτωση συνδεσμολογίας ινών κι ενισχυτών που αφορούν σε αυτή τη διατριβή. Θα αρχίσουμε πρώτα με την επεξεργασία για την έκφραση του XPM. Η θεμελιώδης εξίσωση για την παρεμβολή XPM πάνω σε ένα δοκιμαστικό κανάλι i λόγω του καναλιού k δίνεται από την πολύπλοκη σχέση

$$\begin{aligned}
P_{XPM,i,k} = & 2P_k(\omega) \exp[-j\omega \sum_{n=1}^N \frac{L^{(n)}}{v_i^{(n)}}] \sum \gamma_i^{(l)} \exp[j\omega \sum_{n=1}^{l-1} d_{i,k}^{(n)} L^{(n)}] P_i^{(l)} \\
& \left\{ \frac{a_{i,k}^{(l)} \sin(B_i^{(l-1)} - Q_k^{(l)}) - (b_i^{(l)} + b_k^{(l)}) \cos(B_i^{(l-1)} - Q_k^{(l)})}{(a_{i,k}^{(l)})^2 + (b_i^{(l)} + b_k^{(l)})^2} \right. \\
& - \frac{a_{i,k}^{(l)} \sin(B_i^{(l)} - Q_k^{(l+1)}) - (b_i^{(l)} + b_k^{(l)}) \cos(B_i^{(l)} - Q_k^{(l+1)})}{(a_{i,k}^{(l)})^2 + (b_i^{(l)} + b_k^{(l)})^2} \exp[-a_{i,k}^{(l)} L^{(l)}] \\
& + \frac{a_{i,k}^{(l)} \sin(B_i^{(l-1)} + Q_k^{(l)}) - (b_i^{(l)} - b_k^{(l)}) \cos(B_i^{(l-1)} + Q_k^{(l)})}{(a_{i,k}^{(l)})^2 + (b_i^{(l)} - b_k^{(l)})^2} \\
& \left. - \frac{a_{i,k}^{(l)} \sin(B_i^{(l)} + Q_k^{(l+1)}) - (b_i^{(l)} - b_k^{(l)}) \cos(B_i^{(l)} + Q_k^{(l+1)})}{(a_{i,k}^{(l)})^2 - (b_i^{(l)} - b_k^{(l)})^2} \exp[-a_{i,k}^{(l)} L^{(l)}] \right\} \quad (1)
\end{aligned}$$

όπου

$$Q_k^{(l)} = \sum_{n=1}^{l-1} b_k^{(n)} \quad (2)$$

$$B_k^{(l)} = \sum_{n=l+1}^N b_k^{(n)} \quad (3)$$

με τον ορισμό

$$b_k^{(l)} = \frac{D_k^{(l)} \omega^2 \lambda_k^2}{4\pi c}$$

Επιπλέον

$$a_{i,k}^{(l)} = a^{(l)} - j\omega d_{i,k}^{(l)} \quad (4)$$

$$d_{i,k}^{(l)} = \frac{1}{v_i^{(l)}} - \frac{1}{v_k^{(l)}} \quad (5)$$

και $P_i^{(l)}$ είναι η τιμή της ισχύος που εκπέμπεται στο κανάλι i και εισέρχεται στην ίνα n . Αυτές είναι οι εξισώσεις που σκοπεύουμε να απλοποιήσουμε. Δεν είναι στην τυπική τους μορφή αλλά στη μορφή που τις δίδει η αναφορά [16]. Μια πρώτη προσπάθεια που θα κάνουμε είναι να απορροφήσουμε έν πλήθος από σταθερές. Για την άνεσή μας επαναορίζουμε ως

$$D_i^{(l)} \leftarrow D_i^{(l)} L^{(l)} \quad (6)$$

$$a^{(l)} \leftarrow a^{(l)} L^{(l)} \quad (7)$$

$$v_i^{(l)} \leftarrow \frac{v_i^{(l)}}{\omega L^{(l)}} \quad (8)$$

$$a_{i,k}^{(l)} \leftarrow a^{(l)} - j\omega d_{i,k}^{(l)} \quad (9)$$

$$g_i^{(l)} \leftarrow \gamma_i^{(l)} P_i^{(l)} \quad (10)$$

και ορίζουμε μερικές χρήσιμες σταθερές.

$$\check{B}_{i,k}^{(l)} = B_i^{(l)} - Q_k^{(l+1)} \quad (11)$$

$$\hat{B}_{i,k}^{(l)} = B_i^{(l)} + Q_k^{(l+1)} \quad (12)$$

$$\check{b}_{i,k}^{(l)} = b_i^{(l)} + b_k^{(l)} \quad (13)$$

$$\hat{b}_{i,k}^{(l)} = b_i^{(l)} - b_k^{(l)} \quad (14)$$

$$(15)$$

Ως επακόλουθο η εξίσωση στις παρενθέσεις για τον υπολογισμό του XPM παίρνει τη μορφή

$$\begin{aligned}
& \left\{ \frac{a_{i,k}^{(l)} \sin(\check{B}_{i,k}^{(l-1)}) - \check{b}_{i,k}^{(l)} \cos(\check{B}_{i,k}^{(l-1)})}{(a_{i,k}^{(l)})^2 + (\check{b}_{i,k}^{(l)})^2} \right. \\
& - \frac{a_{i,k}^{(l)} \sin(\check{B}_{i,k}^{(l)}) - \check{b}_{i,k}^{(l)} \cos(\check{B}_{i,k}^{(l)})}{(a_{i,k}^{(l)})^2 + (\check{b}_{i,k}^{(l)})^2} \exp[-a_{i,k}^{(l)}] \\
& + \frac{a_{i,k}^{(l)} \sin(\hat{B}_{i,k}^{(l-1)}) - \hat{b}_{i,k}^{(l)} \cos(\hat{B}_{i,k}^{(l-1)})}{(a_{i,k}^{(l)})^2 + (\hat{b}_{i,k}^{(l)})^2} \\
& \left. - \frac{a_{i,k}^{(l)} \sin(\hat{B}_{i,k}^{(l)}) - \hat{b}_{i,k}^{(l)} \cos(\hat{B}_{i,k}^{(l)})}{(a_{i,k}^{(l)})^2 + (\hat{b}_{i,k}^{(l)})^2} \exp[-a_{i,k}^{(l)}] \right\} \quad (16)
\end{aligned}$$

Μετά από αυτούς τους μετασχηματισμούς μπορούμε να πηγαίνουμε από μεταβλητές τύπου $\hat{}$ σε μεταβλητές τύπου $\check{}$ εύκολα και χρειάζεται να προχωρήσουμε στους αντίστοιχους υπολογισμούς μόνο για τις μεταβλητές τύπου $\check{}$. Επανειλημμένα θα χρησιμοποιήσουμε αυτή τη διακριτή συμμετρία. Η επόμενη έκφραση η οποία ήδη μας έχει απασχολήσει σε προηγούμενους υπολογισμούς

$$\frac{a \sin(B) - b \cos(B)}{a^2 + b^2}$$

με χρήση στοιχειωδών μαθηματικών μπορεί να ξαναγραφεί ως

$$-\frac{1}{2} \left[\frac{e^{jB}}{b - ja} + \frac{e^{-jB}}{b + ja} \right]$$

Μετά από συλλογή όρων και γυρίζοντας στις μεταβλητές τύπου $\check{}$ παίρνουμε την αντίστοιχη έκφραση

$$\frac{1}{2} \left[\frac{\exp[j\check{B}_{i,k}^{(l)} - a_{i,k}^{(l)}] - \exp[j\check{B}_{i,k}^{(l-1)}]}{\check{b}_{i,k}^{(l)} - ja_{i,k}^{(l)}} + \frac{\exp[-j\check{B}_{i,k}^{(l)} - a_{i,k}^{(l)}] - \exp[-j\check{B}_{i,k}^{(l-1)}]}{\check{b}_{i,k}^{(l)} + ja_{i,k}^{(l)}} \right]$$

Για να προχωρήσουμε χρειαζόμαστε κάποιες επιπλέον παρατηρήσεις. Από τον ορισμό της ποσότητας $\check{B}_{i,k}^{(l-1)}$ βλέπουμε ότι

$$\check{B}_{i,k}^{(l-1)} = \sum_{n=l}^N b_i^{(n)} - \sum_{n=1}^{l-1} b_k^{(n)} = \sum_{n=1}^N b_i^{(n)} - \sum_{n=1}^{l-1} b_i^{(n)} - \sum_{n=1}^{l-1} b_n^k = \sum_{n=1}^N b_n^i - \sum_{n=1}^{l-1} \check{b}_{i,k}^{(n)}$$

Ας συμβολίσουμε την πρώτη άθροιση με Φ_i η οποία προφανώς είναι ανεξάρτητη των l, k και δεν περιέχει μεταβλητές τύπου $\check{}$. Οπότε καταλήγουμε στην εξίσωση

$$\check{B}_{i,k}^{(l-1)} = \Phi_i - \sum_{n=1}^{l-1} \check{b}_{i,k}^{(n)}$$

η οποία δίνει τη χρήσιμη ταυτότητα

$$\check{B}_{i,k}^{(l)} - \check{B}_{i,k}^{(l-1)} = -\check{b}_{i,k}^{(l)}$$

Εδώ πρέπει να σημειώσουμε ότι η ίδια ταυτότητα ισχύει και για μεταβλητές τύπου $\hat{}$ και η συμμετρία διατηρείται. Για να το δούμε αυτό

$$\hat{B}_{i,k}^{(l-1)} = \sum_{n=l}^N b_i^{(n)} + \sum_{n=1}^{l-1} b_k^{(n)} = \sum_{n=1}^N b_i^{(n)} - \sum_{n=1}^{l-1} b_i^{(n)} + \sum_{n=1}^{l-1} b_n^k = \sum_{n=1}^N b_n^i - \sum_{n=1}^{l-1} \hat{b}_{i,k}^{(n)}$$

και η γνώριμη ταυτότητα

$$\hat{B}_{i,k}^{(l)} - \hat{B}_{i,k}^{(l-1)} = -\hat{b}_{i,k}^{(l)}$$

εξακολουθεί να ισχύει. Η συγκεκριμένη ταυτότητα μπορεί να μας βοηθήσει για περαιτέρω απλοποιήσεις.

$$\frac{1}{2} [\exp [j\check{B}_{i,k}^{(l-1)}] \frac{\exp [-j\check{b}_{i,k}^{(l)} - a_{i,k}^{(l)}] - 1}{\check{b}_{i,k}^{(l)} - ja_{i,k}^{(l)}} + \exp [-j\check{B}_{i,k}^{(l-1)}] \frac{\exp [j\check{b}_{i,k}^{(l)} - a_{i,k}^{(l)}] - 1}{\check{b}_{i,k}^{(l)} + ja_{i,k}^{(l)}}]$$

Τώρα μπορούμε να διαχωρίσουμε το πραγματικό μέρος του $a_{i,k}^{(l)}$ για να πάρουμε

$$H_{i,k}^{(l)} = \frac{1}{2} \left\{ \exp [j\check{B}_{i,k}^{(l-1)}] \frac{\exp [-j\check{b}_{i,k}^{(l)} + jd_{i,k}^{(l)} - a^l] - 1}{\check{b}_{i,k}^{(l)} - d_{i,k}^{(l)} - ja^l} + \exp [-j\check{B}_{i,k}^{(l-1)}] \frac{\exp [j\check{b}_{i,k}^{(l)} + jd_{i,k}^{(l)} - a^l] - 1}{\check{b}_{i,k}^{(l)} + d_{i,k}^{(l)} + ja^l} \right\} \quad (17)$$

που είναι ίσο με

$$H_{i,k}^{(l)} = \frac{1}{2} \left\{ \exp [j\Phi_i] \exp [-j \sum_{n=1}^{l-1} \check{b}_{i,k}^{(n)}] \frac{\exp [-j\check{b}_{i,k}^{(l)} + jd_{i,k}^{(l)} - a^l] - 1}{\check{b}_{i,k}^{(l)} - d_{i,k}^{(l)} - ja^l} + \exp [-j\Phi_i] \exp [j \sum_{n=1}^{l-1} \check{b}_{i,k}^{(n)}] \frac{\exp [j\check{b}_{i,k}^{(l)} + jd_{i,k}^{(l)} - a^l] - 1}{\check{b}_{i,k}^{(l)} + d_{i,k}^{(l)} + ja^l} \right\} \quad (18)$$

Πολλαπλασιάζοντας την τελευταία εξίσωση με την ποσότητα

$$\exp \left[j \sum_{n=1}^{l-1} d_{i,k}^{(n)} \right]$$

καταλήγουμε στην εξίσωση

$$\begin{aligned} & \frac{1}{2} \left[\exp [j\Phi_i] \exp \left[-j \sum_{n=1}^{l-1} (\check{b}_{i,k}^{(n)} - d_{i,k}^{(n)}) \right] \frac{\exp [-j\check{b}_{i,k}^{(l)} + jd_{i,k}^{(l)} - a^l] - 1}{\check{b}_{i,k}^{(l)} - d_{i,k}^{(l)} - ja^l} \right. \\ & \left. + \exp [-j\Phi_i] \exp \left[j \sum_{n=1}^{l-1} (\check{b}_{i,k}^{(n)} + d_{i,k}^{(n)}) \right] \frac{\exp [j\check{b}_{i,k}^{(l)} + jd_{i,k}^{(l)} - a^l] - 1}{\check{b}_{i,k}^{(l)} + d_{i,k}^{(l)} + ja^l} \right] \end{aligned} \quad (19)$$

Ορίζοντας

$$\check{\chi}_{i,k}^{(l)} = \check{b}_{i,k}^{(l)} - d_{i,k}^{(l)} \quad (20)$$

$$\check{\psi}_{i,k}^{(l)} = -(\check{b}_{i,k}^{(l)} + d_{i,k}^{(l)}) \quad (21)$$

η προηγούμενη εξίσωση παίρνει τη μορφή

$$\begin{aligned} & \frac{1}{2} \left\{ \exp [j\Phi_i] \exp \left[-j \sum_{n=1}^{l-1} \check{\chi}_{i,k}^{(n)} \right] \frac{\exp [-j\check{\chi}_{i,k}^{(l)} - a^l] - 1}{\check{\chi}_{i,k}^{(l)} - ja^l} \right. \\ & \left. - \exp [-j\Phi_i] \exp \left[-j \sum_{n=1}^{l-1} \check{\psi}_{i,k}^{(n)} \right] \frac{\exp [-j\check{\psi}_{i,k}^{(l)} - a^l] - 1}{\check{\psi}_{i,k}^{(l)} - ja^l} \right\} \end{aligned} \quad (22)$$

Τώρα θα πρέπει να ξαναεκφράσουμε τις εξισώσεις μας στις θεμελιακές ποσότητες οι οποίες προέκυψαν από την προηγούμενη διαδικασία. Οι ποσότητες ενδιαφέροντος είναι οι

$$\alpha_i^{(l)} = b_i^{(l)} - \frac{1}{v_i^{(l)}} \quad (23)$$

$$\beta_i^{(l)} = b_i^{(l)} + \frac{1}{v_i^{(l)}} \quad (24)$$

οι οποίες μας επιτρέπουν να υπολογίσουμε

$$\tilde{\chi}_{i,k}^{(l)} = \alpha_i^{(l)} + \beta_k^{(l)} \quad (25)$$

$$\check{\psi}_{i,k}^{(l)} = -(\alpha_k^{(l)} + \beta_i^{(l)}) \quad (26)$$

$$\hat{\chi}_{i,k}^{(l)} = \alpha_i^{(l)} - \alpha_k^{(l)} \quad (27)$$

$$\hat{\psi}_{i,k}^{(l)} = \beta_k^{(l)} - \beta_i^{(l)} \quad (28)$$

και να συλλέξουμε τις μεταβλητές για τους φασικούς όρους

$$T_i = \exp[j\Phi_i] \exp[-j \sum_{n=1}^N \frac{1}{v_i^{(n)}}] = \exp[j \sum_{n=1}^N \alpha_i^{(n)}]$$

και

$$S_i = B \exp[-j\Phi_i] \exp[-j \sum_{n=1}^N \frac{1}{v_i^{(n)}}] = \exp[-j \sum_{n=1}^N \beta_i^{(n)}]$$

Τώρα θα κάνουμε χρήση του συναρτησιακού Ω που ορίζεται για μια πεπερασμένη $\alpha \{\theta^{(l)}\}_{1 \leq l \leq N}$ ως

$$\Omega(\theta, g) = \sum_{l=1}^N g^{(l)} \exp[-j \sum_{n=1}^{l-1} \theta^{(n)}] \frac{\exp[-j\theta^{(l)} - a^l] - 1}{\theta^{(l)} - ja^l}$$

Το συγκεκριμένο συναρτησιακό μας βοηθάει πολύ στους υπολογισμούς δίνοντάς τους μια συμπαγή μορφή και μας επιτρέπει να γράψουμε τη συνεισφορά XPM ως

$$P_{XPM,i,k} = P_k(\omega) \{T_i \Omega(\tilde{\chi}_{i,k}, g_i) - S_i \Omega(\check{\psi}_{i,k}, g_i) + T_i \Omega(\hat{\chi}_{i,k}, g_i) - S_i \Omega(\hat{\psi}_{i,k}, g_i)\} \quad (29)$$

Στο σημείο αυτό είναι που οι παραδοχές μας για τη συνδεσμολογία ενισχυτών και ινών παίζει το μεγαλύτερο ρόλο. Θα υπολογίσουμε το συναρτησιακό Ω . Ας επαναλάβουμε για μεγαλύτερη ακρίβεια την ειδική περίπτωση που εξετάζουμε. Το span αποτελείται από μια ίνα SMF ακολουθούμενη από μια ίνα DCF και τερματίζεται από ένα ενισχυτή EDFA. Ας θεωρήσουμε ότι οι SMF μεταβλητές δεικτοδοτούνται από $l = 1$ και οι αντίστοιχες για το DCF από $l = 2$. Επιπλέον η παράμετρος g έχει την τιμή $\gamma_i^{(1)}P$ για ίνες SMF και $\gamma_i^{(2)} \exp(-a^{(1)})P$ για ίνες DCF, όπου P είναι η τιμή της ισχύος σήματος. Στην περίπτωση που εξετάζουμε είναι προφανές ότι $N = 2M$ και από τον ορισμό του συναρτησιακού Ω ,

$$\begin{aligned}
\Omega(\theta, g_i) &= \sum_{l=1}^N g_i^{(l)} \exp \left[-j \sum_{n=1}^{l-1} \theta^{(n)} \right] \frac{\exp [-j\theta^{(l)} - a^l] - 1}{\theta^{(l)} - ja^l} \\
&= \sum_{l=1}^M g_i^{(2l)} \exp \left[-j \sum_{n=1}^{2l-1} \theta^{(n)} \right] \frac{\exp [-j\theta^{(2l)} - a^{2l}] - 1}{\theta^{(2l)} - ja^{2l}} \\
&\quad + \sum_{l=1}^M g_i^{(2l-1)} \exp \left[-j \sum_{n=1}^{2l-2} \theta^{(n)} \right] \frac{\exp [-j\theta^{(2l-1)} - a^{2l-1}] - 1}{\theta^{(2l-1)} - ja^{2l-1}}
\end{aligned} \tag{30}$$

Τα τμήματα με περιττό αριθμό είναι SMF και με άρτιο είναι DCF . Οπότε,

$$\begin{aligned}
\Omega(\theta, g_i) &= \sum_{l=1}^M g_i^{(2)} \exp [-j(l\theta^{(1)} + (l-1)\theta^{(2)})] \frac{\exp [-j\theta^{(2)} - a^2] - 1}{\theta^{(2)} - ja^2} \\
&\quad + \sum_{l=1}^M g_i^{(1)} \exp [-j((l-1)\theta^{(1)} + (l-1)\theta^{(2)})] \frac{\exp [-j\theta^{(1)} - a^1] - 1}{\theta^{(1)} - ja^1}
\end{aligned} \tag{31}$$

Παραγοντοποιώντας εκτός την άθροιση έχουμε

$$\begin{aligned}
\Omega(\theta, g_i) &= \sum_{l=1}^M \exp [-j((l-1)\theta^{(1)} + (l-1)\theta^{(2)})] \\
&\quad \left\{ g_i^{(2)} \exp [-j\theta^{(1)}] \frac{\exp [-j\theta^{(2)} - a^2] - 1}{\theta^{(2)} - ja^2} + g_i^{(1)} \frac{\exp [-j\theta^{(1)} - a^1] - 1}{\theta^{(1)} - ja^1} \right\}
\end{aligned} \tag{32}$$

αντικαθιστώντας την τιμή του g φτάνουμε στην έκφραση

$$\begin{aligned}
\Omega(\theta, g_i) &= P \sum_{l=1}^M \exp [-j(l-1)(\theta^{(1)} + \theta^{(2)})] \\
&\quad \left\{ \gamma_i^{(2)} \exp [-a^{(1)} - j\theta^{(1)}] \frac{\exp [-j\theta^{(2)} - a^2] - 1}{\theta^{(2)} - ja^2} + \gamma_i^{(1)} \frac{\exp [-j\theta^{(1)} - a^1] - 1}{\theta^{(1)} - ja^1} \right\}
\end{aligned} \tag{33} \blacksquare$$

Χρησιμοποιώντας τους ορισμούς

$$\zeta_1 = \theta^{(1)} - ja^{(1)} \quad (34)$$

$$\zeta_2 = \theta^{(2)} - ja^{(2)} \quad (35)$$

και μετά από την άθροιση

$$\begin{aligned} \Omega(\theta, g_i) = P \frac{1 - \exp[-jM(\theta^{(1)} + \theta^{(2)})]}{1 - \exp[-j(\theta^{(1)} + \theta^{(2)})]} \\ \left\{ \gamma_i^{(2)} \exp[-j\zeta^{(1)}] \frac{\exp[-j\zeta^{(2)}] - 1}{\zeta^{(2)}} + \gamma_i^{(1)} \frac{\exp[-j\zeta^{(1)}] - 1}{\zeta^{(1)}} \right\} \end{aligned} \quad (36)$$

που μπορεί να γραφεί στην μορφή

$$\begin{aligned} \Gamma(\zeta, \gamma_i) = \exp\left[j \frac{M-1}{2} (\theta^{(1)} + \theta^{(2)})\right] \Omega(\theta, g_i) = P \frac{\sin\left(\frac{M}{2} (\theta^{(1)} + \theta^{(2)})\right)}{\sin\left(\frac{\theta^{(1)} + \theta^{(2)}}{2}\right)} \\ \left\{ \gamma_i^{(2)} \exp[-j\zeta^{(1)}] \frac{\exp[-j\zeta^{(2)}] - 1}{\zeta^{(2)}} + \gamma_i^{(1)} \frac{\exp[-j\zeta^{(1)}] - 1}{\zeta^{(1)}} \right\} \end{aligned} \quad (37)$$

Ο ρόλος που παίζει η συνάρτηση Γ είναι επίσης κεντρικός για τον υπολογισμό του FWM. Η κλασική μορφή των εξισώσεων FWM είναι (έχοντας απορροφήσει την παράμετρο L στις τιμές των β και a),

$$\sigma_{FWM}^2 = \frac{1}{9} \gamma^2 P^4 \sum_{f_l=f_i+f_j-f_k} p_{i,j,k} n_{i,j,k} d_{i,j,k}^2 \frac{\sin\left(\frac{M}{2} (\Delta\beta_{i,j,k,l}^{(1)} + \Delta\beta_{i,j,k,l}^{(2)})\right)}{\sin\left(\frac{\Delta\beta_{i,j,k,l}^{(1)} + \Delta\beta_{i,j,k,l}^{(2)}}{2}\right)} \quad (38)$$

όπου $k \neq j$ και $k \neq i$, γ είναι ο μη-γραμμικός παράγοντας, $d_{i,j,k}$ είναι οπαράγοντας εκφυλισμού που είναι ίσος με 3 για $i = j$ και 9 για $i \neq j$, $p_{i,j,k}$ η πιθανότητα ότι όλα τα κανάλια εκπέμπουν ταυτόχρονα "1". Επίσης έχουμε

$$\Delta\beta_{i,j,k,l}^{(n)} = \beta_l^{(n)} + \beta_k^{(n)} - \beta_i^{(n)} - \beta_j^{(n)}$$

και $n_{i,j,k}$ είναι οπαράγοντας FWM που ισούται με

$$n_{i,j,k} = \left| \left\{ \exp[-\zeta^{(1)}] \frac{\exp[-\zeta^{(2)}] - 1}{\zeta^{(2)}} + \frac{\exp[-\zeta^{(1)}] - 1}{\zeta^{(1)}} \right\} \right|^2$$

όπου

$$\zeta^{(n)} = a^{(n)} - j\Delta\beta_{i,j,k,l}^{(n)}$$

Ο προσεκτικός αναγνώστης θα παρατηρήσει ότι αν επαναορίσουμε

$$\zeta^{(n)} = \Delta\beta_{i,j,k,l}^{(n)} - ja^{(n)}$$

οι εξισώσεις για το FWM παίρνουν τη μορφή (μετά από στοιχειώδεις πράξεις)

$$\sigma_{FWM}^2 = \frac{1}{9}\gamma^2 \sum_{f_l=f_i+f_j-f_k} p_{i,j,k} d_{i,j,k}^2 |\Gamma(\zeta)|^2 \quad (39)$$

όπου πήραμε όλες τις παραμέτρους γ ίσες με 1 στον ορισμό του Γ .