



ΕΘΝΙΚΟ ΜΕΤΣΟΒΙΟ ΠΟΛΥΤΕΧΝΕΙΟ

ΣΧΟΛΗ ΗΛΕΚΤΡΟΛΟΓΩΝ ΜΗΧΑΝΙΚΩΝ
ΚΑΙ ΜΗΧΑΝΙΚΩΝ ΥΠΟΛΟΓΙΣΤΩΝ

ΤΟΜΕΑΣ ΕΠΙΚΟΙΝΩΝΙΩΝ, ΗΛΕΚΤΡΟΝΙΚΗΣ & ΣΥΣΤΗΜΑΤΩΝ
ΠΛΗΡΟΦΟΡΙΚΗΣ

Αρχιτεκτονικές και Πρωτόκολλα Οπτικών Δικτύων

Με έμφαση στα δίκτυα WDM μεταγωγής ριπών

Διδακτορική Διατριβή

Κωνσταντίνου Ι. Κανονάκη

Διπλωματούχου Ηλεκτρολόγου Μηχανικού και Μηχανικού Υπολογιστών
Ε.Μ.Π.

Αθήνα, Δεκέμβριος 2007



ΕΘΝΙΚΟ ΜΕΤΣΟΒΙΟ ΠΟΛΥΤΕΧΝΕΙΟ

ΣΧΟΛΗ ΗΛΕΚΤΡΟΛΟΓΩΝ ΜΗΧΑΝΙΚΩΝ
ΚΑΙ ΜΗΧΑΝΙΚΩΝ ΥΠΟΛΟΓΙΣΤΩΝ

ΤΟΜΕΑΣ ΕΠΙΚΟΙΝΩΝΙΩΝ, ΗΛΕΚΤΡΟΝΙΚΗΣ & ΣΥΣΤΗΜΑΤΩΝ
ΠΛΗΡΟΦΟΡΙΚΗΣ

Αρχιτεκτονικές και Πρωτόκολλα Οπτικών Δικτύων

Με έμφαση στα δίκτυα WDM μεταγωγής ριπών

Διδακτορική Διατριβή

Κωνσταντίνου Ι. Κανονάκη

Συμβουλευτική Επιτροπή : Ιωάννης Πουντουράκης
Εμμανουήλ Πρωτονοτάριος
Γεώργιος Στασινόπουλος

Εγκρίθηκε από την επταμελή εξεταστική επιτροπή την 19^η Δεκεμβρίου 2007.

.....
Ιωάννης Πουντουράκης
Καθηγητής Ε.Μ.Π.

.....
Γεώργιος Στασινόπουλος
Καθηγητής Ε.Μ.Π.

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

.....
Ευστάθιος Συναός
Καθηγητής Ε.Μ.Π.

.....
Μιλτιάδης Αναγνώστου
Καθηγητής Ε.Μ.Π.

.....
Ηρακλής Αβραμόπουλος
Καθηγητής Ε.Μ.Π.

.....
Αλέξανδρος Σταυδός
Αναπληρωτής Καθηγητής
Παν. Πελοποννήσου

Αθήνα, Δεκέμβριος 2007

.....

Κωνσταντίνος Ι. Κανονάκης

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

Copyright © Κωνσταντίνος Ι. Κανονάκης, 2007.

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.

Στους γονείς μου

Πρόλογος

Η εργασία που έχετε στα χέρια σας αποτελεί ουσιαστικά καταγραφή ενός σημαντικού μέρους της ζωής μου κατά τα τρία τελευταία χρόνια: Της ερευνητικής μου δραστηριότητας στο Εργαστήριο Τηλεπικοινωνιών του Ε.Μ.Π. . Έχω την αίσθηση ότι όλες οι επιτυχίες αλλά και αποτυχίες, χαρές και απογοητεύσεις αυτής της διαδρομής αντανακλώνται με τον ένα ή τον άλλο τρόπο κάπου μέσα στις σελίδες αυτής της Διδακτορικής Διατριβής. Βλέποντας το τελικό αποτέλεσμα, δεν μπορώ παρά να αισθάνομαι ικανοποιημένος που οι κόποι αυτών των χρόνων κατάφεραν να δώσουν ένα συμπαγές και ολοκληρωμένο κείμενο που εκπληρώνει τους ερευνητικούς στόχους που είχα θέσει μέχρι σήμερα. Το θεωρώ όμως και την αρχή ενός ενδιαφέροντος και μεγάλου ταξιδιού που έχει μόλις αρχίσει. Ωστόσο, τίποτα από τα παραπάνω δε θα είχε γίνει εφικτό χωρίς τη συνδρομή ενός πλήθους ανθρώπων, τους οποίους ευχαριστώ μέσα από την καρδιά μου.

Πρώτα απ' όλα θα ήθελα να ευχαριστήσω τον κύριο Ι. Πουντουράκη, καθηγητή Ε.Μ.Π. και επιβλέποντα της διατριβής, ο οποίος με καθοδήγησε με συνέπεια από την αρχή ως το τέλος και με ενέπνευσε με τις γνώσεις και το επιστημονικό του ήθος. Επίσης τα δύο άλλα μέλη της τριμελούς συμβουλευτικής επιτροπής μου: Τον καθηγητή Ε.Μ.Π. Ε. Πρωτονοτάριο, που μου έδωσε την ευκαιρία να εργαστώ σε σημαντικά ερευνητικά προγράμματα τα οποία αποτέλεσαν εμπειρίες ανεκτίμητης αξίας για την επιστημονική μου εξέλιξη και τον καθηγητή Ε.Μ.Π. Γ. Στασινόπουλο, ο οποίος μου προσέφερε τις συμβουλές και τη βοήθεια του όποτε αυτό χρειάστηκε. Ο, τι και να γράψω θα είναι λίγο για τη συμβολή του κ. Ι. Αγγελόπουλου, καθηγητή Τ.Ε.Ι. Πειραιά στην περάτωση αυτής της διατριβής. Η συνεργασία μαζί του υπήρξε ένα διαρκές σχολείο. Η βοήθεια και οι συμβουλές που μου παρείχε αφειδώς ήταν ανεκτίμητες, ενώ η επιστημονική του σκέψη αποτέλεσε και αποτελεί πρότυπο για μένα. Ένα μεγάλο ευχαριστώ θα ήθελα να πω στην κ. Νέλλη Λελίγκου, με την οποία η συνεργασία μου ήταν εξαιρετικά αρμονική και εποικοδομητική. Ιδιαίτερα ευχαριστώ επίσης τους Χ. Λιναρδάκη, Α. Σταυδά, Θ. Ορφανουδάκη, Χ. Ματρακίδη και Τ. Πολίτη για τη συνεργασία και τις πολύτιμες συμβουλές τους. Θα ήθελα να ευχαριστήσω όλα τα κατά καιρούς μέλη του Εργαστηρίου Τηλεπικοινωνιών για το δημιουργικό και ευχάριστο κλίμα μέσα στο οποίο εργάστηκα καθημερινά τα τελευταία χρόνια, όπως και για τη βοήθεια που μου προσέφεραν όποτε και αν τη χρειάστηκα. Ευχαριστώ όλους τους κοντινούς μου ανθρώπους, φίλους και συγγενείς, για τη ζεστασιά με την οποία με περιβάλλουν. Τη Νίκη για την αγάπη και την συμπαράστασή της. Τέλος, τους γονείς μου Γιάννη και Κική, και την αδερφή μου Μαρία που βρίσκονται πάντοτε δίπλα μου.

Κ. Κανονάκης

Αθήνα, Δεκέμβριος 2007

Περίληψη

Ο κυριότερος στόχος της διατριβής είναι η πρόταση μίας καινοτόμας αρχιτεκτονικής οπτικών δικτύων κορμού WDM μεταγωγής ριπών, καθώς και των πρωτοκόλλων που τη συνοδεύουν. Η νέα αυτή προσέγγιση έρχεται να δώσει λύσεις στα προβλήματα που εμφανίζουν οι ήδη υπάρχουσες προτάσεις στον τομέα αυτό. Πιο συγκεκριμένα, τα οπτικά δίκτυα κορμού μεταγωγής ριπών, αν και είναι σχεδιασμένα για να συμβιβάσουν την αυξανόμενη εκρηκτικότητα της κίνησης με τη διαθέσιμη οπτική τεχνολογία, παρουσιάζουν πολύ υψηλά ποσοστά απωλειών ακόμα και σε πολύ χαμηλά φορτία δικτύου, καθώς και υψηλό βαθμό πολυπλοκότητας και κόστους. Η προτεινόμενη προσέγγιση αποτελεί μία εξαιρετικά αποδοτική και εφαρμόσιμη λύση. Η βασική ιδέα έγκειται στην εκμετάλλευση της διαθέσιμης ηλεκτρονικής ενταμίευσης στους ακραίους κόμβους του οπτικού δικτύου και η αποδοχή μίας ελεγχόμενης αύξησης στην καθυστέρηση. Χρησιμοποιώντας την έννοια των χρονοσχισμών και κάνοντας χρήση παραλληλισμένων διμερών δεσμεύσεων και ενός έξυπνου μηχανισμού χρονοδρομολόγησης, το σύστημα αυτό καταργεί τις απώλειες (εκτός από αυτές που οφείλονται σε υπερχειλίση των ακραίων ηλεκτρονικών ενταμιευτών), αλλά ταυτόχρονα εξασφαλίζει χαρακτηριστικά που ευνοούν την ποιότητα των υπηρεσιών. Οι διάφορες πτυχές του προτεινόμενου συστήματος αναλύονται σε βάθος και η βελτιωμένη απόδοσή του αποδεικνύεται με τη βοήθεια προσομοιώσεων σε υπολογιστή, αλλά και με τη χρήση μαθηματικής μοντελοποίησης. Καθώς η προαναφερθείσα πρόταση αναφέρεται σε δίκτυα περιορισμένης χωρικής έκτασης, προτείνεται επιπλέον και μία αρχιτεκτονική η οποία υλοποιεί κατανεμημένη, αμιγώς οπτική μεταγωγή του φορτίου, διαιρώντας το δίκτυο κορμού σε ένα πλήθος περιφερειών ή ομάδων περιορισμένης γεωγραφικής έκτασης, μέσα στις οποίες παραδοσιακά σχήματα διμερούς δέσμευσης πόρων, αποκτούν νόημα. Έτσι, μέσα σε κάθε τέτοια ομάδα οι απώλειες εξαλείφονται, ενώ κίνηση από πολλούς κόμβους μπορεί να συσσωματωθεί σε ριπές, βελτιώνοντας την απόδοση του δικτύου. Η χωρίς απώλειες συγκέντρωση της κίνησης από ακριτούς κόμβους κορμού επιτρέπει τη χρήση συμφέρουσας μεταφοράς χωρίς ενταμίευση μεταξύ των περιφερειών, σε συνδυασμό με τη χρήση ηλεκτρονικής ενταμίευσης στην περιφέρεια του συστήματος. Το τελικό αποτέλεσμα είναι μία τριπλή βελτίωση, στις πιθανότητες απωλειών, στην απόδοση και στο κόστος. Τέλος, ένας ακόμα στόχος της διατριβής είναι η πρόταση μίας νέας τεχνικής για συγκέντρωση κίνησης σε οπτικά δίκτυα κορμού μεταγωγής ριπών καθώς και η αναλυτική μοντελοποίηση αυτής. Η σημασία των μηχανισμών αυτών είναι γενικά ζωτική για την αποδοτική λειτουργία των δικτύων κορμού, καθώς επηρεάζουν σημαντικές παραμέτρους, όπως η καθυστέρηση και η χρησιμοποίηση των πόρων του δικτύου. Η προτεινόμενη μέθοδος καταφέρνει να εξασφαλίζει την ποιότητα υπηρεσίας απαιτητικών μορφών κίνησης, διατηρώντας παράλληλα τη χρησιμοποίηση σε υψηλά επίπεδα.

Abstract

The main goal of this thesis is the proposal of a novel WDM optical core network architecture, as well as of the accompanying protocols. This novel approach offers solutions to the problems of existing proposals in this field. More specifically, optical burst-switched networks, though designed for compromising the increasing burstiness of traffic with available optical technology, show extremely high loss rates even at extremely low network loads, as well as a high degree of complexity and cost. The proposed approach is an efficient and viable solution. The main idea is to exploit the already available electronic buffers at the edge nodes of the optical network and the acceptance of a controlled increase of delay. Using the concept of slotting, pipelined two-way reservations and a clever scheduling mechanism, this system eliminates loss (except from the loss due to buffer overflows) and at the same time guarantees features that favor quality of service. The various aspects of the proposed system are analyzed in depth and its increased efficiency is proved using computer simulation as well as analytical modeling. Since the aforementioned proposal applies to limited areas, another architecture is also proposed that implements distributed, all-optical switching of payload by dividing the core network into a number of limited size clusters, inside which traditional two-way reservation schemes become meaningful. Thus, inside such a cluster loss is eliminated, while traffic from many nodes can be assembled into bursts, increasing network efficiency. The lossless aggregation of traffic from many core nodes allows the application of bufferless transmission between clusters, combined with the use of electronic buffering at the network periphery. The end result is a triple improvement in burst loss, efficiency and cost. Finally, another goal of the thesis is the proposal of a novel traffic aggregation technique for optical burst-switched core networks, as well as its analytical modeling. Such mechanisms are critical for the efficient operation of core networks, since they affect critical parameters, such as delay and network resource utilization. The proposed method manages to guarantee the quality of service of demanding traffic while keeping the utilization at high levels.

Πίνακας Περιεχομένων

Πρόλογος.....	vii
Περίληψη.....	ix
Abstract.....	xi
Πίνακας Περιεχομένων.....	xiii
Ευρετήριο Σχημάτων	xv
1 Εισαγωγή	
1.1 Το ερευνητικό πεδίο.....	1
1.2 Επικαιρότητα του αντικειμένου	2
1.3 Διάρθρωση της διατριβής.....	3
1.4 Λίστα δημοσιεύσεων	4
2 Η Τεχνολογία WDM	
2.1 Εισαγωγή στην τεχνολογία WDM	7
2.2 Τα μέρη ενός δικτύου WDM.....	8
2.2.1 Οπτικές πηγές	9
2.2.2 Ρυθμιζόμενα φίλτρα	9
2.2.3 Οπτικοί μεταγωγείς	9
2.2.4 Μετατροπή μήκους κύματος.....	11
2.2.5 Οπτικοί ενισχυτές	11
2.2.6 Οπτική ενταμίευση	12
2.2.6.1 Χωρίς ανάδραση.....	12
2.2.6.2 Με ανάδραση	13
Βιβλιογραφία.....	15
3 Οπτική Μεταγωγή Ριπών (OBS)	
3.1 Δίκτυα οπτικής μεταγωγής ριπών κίνησης.....	17
3.2 Σχετική έρευνα στην οπτική μεταγωγή ριπών κίνησης.....	19
3.3 Παράδειγμα δικτύου OBS	22
3.4 Σχήματα δέσμησης μηκών κύματος για κόμβους OBS	26
3.4.1 Άμεση δέσμηση (JIT).....	26
3.4.2 Καθυστερημένη δέσμηση.....	29
3.4.2.1 Καθυστερημένη δέσμηση χωρίς συμπλήρωση κενών (Horizon)	31
3.4.2.2 Καθυστερημένη δέσμηση με συμπλήρωση κενών (JET)	32
Βιβλιογραφία.....	34
4 Συγκέντρωση Κίνησης σε Δίκτυα OBS	
4.1 Γενικά.....	37
4.2 Μία απλή αναλυτική προσέγγιση.....	40
4.3 Εξομοίωση της μονάδας συγκέντρωσης πλαισίων	42
4.4 Η μορφή της εξαγόμενης κίνησης	45
4.4.1 Θεωρητικά.....	45
4.4.2 Αποτελέσματα προσομοίωσης.....	48
4.5 Συμπεράσματα.....	50

Βιβλιογραφία	51
5 Οπτική Μεταγωγή Χρονοσχισμών με Διμερείς Παράλληλισμένες Δεσμεύσεις	
5.1 Εισαγωγή.....	53
5.2 Γενικό πλαίσιο.....	55
5.3 Αρχιτεκτονική συστήματος	58
5.4 Περιγραφή του ελέγχου και της χρονοδρομολόγησης.....	60
5.5 Αξιολόγηση της Επίδοσης της Προτεινόμενης Αρχιτεκτονικής	66
5.5.1 Η τοπολογία Torus 4x4	66
5.5.1.1 1 ^ο Σενάριο	67
5.5.1.2 2 ^ο Σενάριο	72
5.5.2 Η τοπολογία NSFNET.....	73
Βιβλιογραφία	75
6 Ανάλυση της Οπτικής Μεταγωγή Χρονοσχισμών με Διμερείς Παράλληλισμένες Δεσμεύσεις	
6.1 Ανάλυση ενός κόμβου με περιορισμένους ενταμειυτές και πλήρη μετατροπή μηκών κύματος 77	
6.1.1 Επίδραση της περιορισμένης ενταμίευσης σε μία απομονωμένη ροή.....	78
6.1.2 Συνύπαρξη ροών διαφορετικών αποστάσεων	84
6.2 Ανάλυση δικτύου με άπειρους ενταμειυτές, χωρίς μετατροπή μηκών κύματος.....	89
6.2.1 Σημειολογία	90
6.2.2 Ανάλυση Markov.....	90
6.2.3 Υπολογισμός της μέσης καθυστέρησης αναμονής ριπών.....	94
6.2.4 Αριθμητικά αποτελέσματα	97
Βιβλιογραφία	99
7 Κατανεμημένη Οπτική Μεταγωγή με Ομαδοποίηση Κόμβων Κορμού	
7.1 Εισαγωγή.....	101
7.2 Τρόπος Λειτουργίας.....	103
7.3 Το Κανάλι Ελέγχου	106
7.4 Ο Αλγόριθμος Ανάθεσης Χρονοσχισμών	109
7.5 Το Δίκτυο μεταξύ Ομάδων	112
7.6 Εκτίμηση της Απόδοσης.....	113
7.7 Συμπεράσματα.....	117
Βιβλιογραφία	118
8 Επίλογος	
8.1 Ανακεφαλαίωση.....	121
8.2 Συνόψιση των καινοτόμων στοιχείων της διατριβής.....	122
8.3 Θέματα για περαιτέρω διερεύνηση.....	123
Συνομογραφίες.....	125

Ευρετήριο Σχημάτων

Σχήμα 2.1: Το οπτικό φάσμα και 8 κανάλια μήκους κύματος.....	8
Σχήμα 2.2: Τα βασικά μέρη του δικτύου δρομολόγησης μηκών κύματος. Ο διασυνδετής με επιλογή μήκους κύματος (WSXC) δρομολογεί εισερχόμενα σήματα ανά μήκος κύματος, ενώ ο διασυνδετής αντιμετάθεσης μηκών κύματος (WIXC) έχει επίσης δυνατότητα μετατροπής μήκους κύματος.....	11
Σχήμα 2.3: Παράδειγμα οπτικού ενταμιευτή ενός σταδίου χωρίς ανάδραση.....	13
Σχήμα 2.4: Παράδειγμα οπτικού ενταμιευτή ενός σταδίου με ανάδραση.....	14
Σχήμα 3.1: Ένα δίκτυο OBS.....	21
Σχήμα 3.2: Ένας PXP OXC με διαμοιραζόμενη τράπεζα μετατροπών μήκους κύματος.....	23
Σχήμα 3.3: Άμεση δέσμευση μήκους κύματος.....	27
Σχήμα 3.4: Λειτουργία και διαδικασία αφίξεων ενός μήκους κύματος με άμεση δέσμευση (JIT).....	28
Σχήμα 3.5: Καθυστερημένη δέσμευση.....	30
Σχήμα 3.6: Διαδικασία αναχωρήσεων ενός μήκους κύματος με καθυστερημένη δέσμευση και χωρίς συμπλήρωση κενών (Horizon).....	31
Σχήμα 3.7: Μη-FCFS εξυπηρέτηση ενός μήκους κύματος σε έναν κόμβο OBS με καθυστερημένη δέσμευση και συμπλήρωση κενών (JET).....	33
Σχήμα 4.1: Αλγόριθμος.....	39
Σχήμα 4.2: Θεωρητικό κέρδος πλαισίων.....	42
Σχήμα 4.3: Βαθμός πληρότητας πλαισίων για εξομοίωση με κίνηση Poisson και $r_H = 0,3$	43
Σχήμα 4.4: Κέρδος πλαισίων για εξομοίωση με κίνηση Poisson.....	44
Σχήμα 4.5: Κέρδος πλαισίων για εξομοίωση με κίνηση self-similar.....	45
Σχήμα 4.6: Συνάρτηση πυκνότητας πιθανότητας του χρόνου μεταξύ διαδοχικών σχηματισμών πλαισίων (α) υψηλής και (β) χαμηλής προτεραιότητας, χωρίς μίξη (με έντονες γραμμές) και με μίξη (κανονικές γραμμές) για συνολικό φορτίο EN – προς – EN ίσο με 10% και ποσοστά υψηλής προτεραιότητας ίσα με (I) 10%, (II) 30% και (III) 50%.	48
Σχήμα 4.7: Συνάρτηση πυκνότητας πιθανότητας του χρόνου μεταξύ διαδοχικών σχηματισμών πλαισίων (α) υψηλής και (β) χαμηλής προτεραιότητας, χωρίς μίξη (με έντονες γραμμές) και με μίξη (κανονικές γραμμές) για συνολικό φορτίο EN – προς – EN ίσο με 30% και ποσοστά υψηλής προτεραιότητας ίσα με (I) 10%, (II) 30% και (III) 50%.	49

Σχήμα 4.8: Συνάρτηση πυκνότητας πιθανότητας του χρόνου μεταξύ διαδοχικών σχηματισμών πλαισίων (α) υψηλής και (β) χαμηλής προτεραιότητας, χωρίς μίξη (με έντονες γραμμές) και με μίξη (κανονικές γραμμές) για συνολικό φορτίο EN – προς – EN ίσο με 50% και ποσοστά υψηλής προτεραιότητας ίσα με (I) 10%, (II) 30% και (III) 50%.	50
Σχήμα 5.1: Αρχιτεκτονική συστήματος.....	57
Σχήμα 5.2: Αρχιτεκτονική κόμβου.....	59
Σχήμα 5.3: Ιστορικό χρονοδρομολόγησης	61
Σχήμα 5.4: Λογικό διάγραμμα χρονοδρομολόγησης	63
Σχήμα 5.5: Ενδεικτικά παραδείγματα λειτουργίας των πακέτων ανίχνευσης.....	65
Σχήμα 5.6: Η τοπολογία δικτύου κορμού Torus 4x4	67
Σχήμα 5.7: Μέση καθυστέρηση αναμονής στην ουρά για τις ουρές τριών βημάτων του κόμβου 0 της τοπολογίας Torus 4x4, για $W = 4, 8$ και 16	68
Σχήμα 5.8: Καθυστέρηση αναμονής στην ουρά για ροές διαφόρων βημάτων, στην τοπολογία Torus 4x4 με $W = 4$ και φορτίο 12.3 Erlang ανά λ.....	69
Σχήμα 5.9: Λεπτομέρεια από το Σχήμα 5.8 (πάνω μέρος δεξιά, στο πλαίσιο με διακεκομμένες γραμμές). Εδώ φαίνεται η επίδραση του προτεινόμενου μηχανισμού στη βελτίωση της διακύμανσης της καθυστέρησης.....	71
Σχήμα 5.10: Μέση πιθανότητα απώλειας ριπής για OBS JIT και το προτεινόμενο σύστημα, στο δίκτυο κορμού Torus 4x4, με τους ακραίους κόμβους προσαρτημένους στους κόμβους κορμού.....	72
Σχήμα 5.11: Η τοπολογία δικτύου κορμού NSFNET. Οι αποστάσεις αναφέρονται σε χρονοσχισμές διάρκειας 100μs.....	73
Σχήμα 5.12: Καθυστέρηση αναμονής στην ουρά για διάφορες ροές, στην τοπολογία NSFNET με $W =$ 4 και φορτίο 9 Erlang ανά λ.....	74
Σχήμα 6.1: Απλή τοπολογία δικτύου με μία απομονωμένη ροή.....	78
Σχήμα 6.2: Η λειτουργία της ουράς πακέτων ανίχνευσης.....	79
Σχήμα 6.3: Αλυσίδα Markov για τα πακέτα ανίχνευσης που εκκρεμούν.....	81
Σχήμα 6.4: Μέση καθυστέρηση ριπών για το δίκτυο στο Σχήμα 6.1.....	83
Σχήμα 6.5: Μέση πιθανότητα υπερχείλισης ενταμιευτή ριπών για το δίκτυο στο Σχήμα 6.1.....	84
Σχήμα 6.6: Δίκτυο με συνύπαρξη ροών διαφορετικών αποστάσεων.	87
Σχήμα 6.7: Μέση καθυστέρηση ριπών με $W=2$ για το δίκτυο στο Σχήμα 6.6.	88
Σχήμα 6.8: Πιθανότητα υπερχείλισης ενταμιευτή ριπών χαμηλότερης προτεραιότητας με $W=2$ για το δίκτυο στο Σχήμα 6.6.....	88
Σχήμα 6.9: Αλυσίδα Markov για τα πακέτα ανίχνευσης που εκκρεμούν.....	93
Σχήμα 6.10: Δίκτυο με διαμάχες ροών στους ενδιάμεσους κόμβους κορμού.....	97

Σχήμα 6.11: Μέση καθυστέρηση ριπών για το δίκτυο στο Σχήμα 6.10.....	98
Σχήμα 7.1: Τυπική αρχιτεκτονική συστήματος (αριστερά) και λειτουργία του (λεπτομέρεια στη δεξιά πλευρά).....	105
Σχήμα 7.2: Δομή του πλαισίου ελέγχου (που περιλαμβάνει τους SAM και SRM) και η σχέση του με τα πλαίσια δεδομένων.	107
Σχήμα 7.3: Ψευδοκώδικας για τον αλγόριθμο ανάθεσης.	111
Σχήμα 7.4: Καθυστέρηση αναμονής στην ουρά ως συνάρτηση του φορτίου.....	114
Σχήμα 7.5: Ποσοστά κατάληψης των πλαισίων από χρονοσχιμμές κάθε προτεραιότητας.	115
Σχήμα 7.6: Συνάρτηση πυκνότητας πιθανότητας (pdf) για την καθυστέρηση αναμονής στην ουρά, σε φορτίο 80%.	116

1

Εισαγωγή

Η παρούσα διδακτορική διατριβή καταπιάνεται με ένα επιστημονικό πεδίο το οποίο βρίσκεται αυτή τη στιγμή στην αιχμή της έρευνας όσον αφορά τα δίκτυα υπολογιστών. Πιο συγκεκριμένα, αναφέρεται σε αρχιτεκτονικές, πρωτόκολλα και τεχνικές μεταγωγής για τα σημερινά καθώς και τα μελλοντικά οπτικά δίκτυα κορμού τεχνολογίας WDM. Σε τέτοιου είδους δίκτυα, παρόλο που το πρόβλημα του εύρους ζώνης φαίνεται εκ πρώτης όψεως να έχει λυθεί (με διαθέσιμους ρυθμούς ακόμα και της τάξης των Tbps στις ζεύξεις οπτικών ινών), αρκετοί παράγοντες οδηγούν σε σημαντικές δυσκολίες αξιοποίησής του. Πολλές λύσεις που αφορούν διάφορα επίπεδα του δικτύου (από τη συγκέντρωση κίνησης στα άκρα του δικτύου ως τα πρωτόκολλα μεταγωγής στον κορμό του δικτύου) έχουν προταθεί. Ωστόσο καμία από αυτές δεν έχει αποδειχθεί ως τώρα αρκετά ικανοποιητική ώστε να μπορεί να εφαρμοστεί στην πράξη.

1.1 Το ερευνητικό πεδίο

Το ερευνητικό πεδίο στο οποίο κινείται η παρούσα διατριβή είναι αυτό των οπτικών δικτύων και κυρίως των δικτύων WDM οπτικής μεταγωγής ριπών κίνησης (OBS – Optical Burst Switching). Ένα οπτικό δίκτυο κορμού με απαιτήσεις υποστήριξης δυναμικής κίνησης έχει τη βασική ιδιαιτερότητα ότι η οπτική αποθήκευση δεδομένων (μέσω γραμμών καθυστέρησης ίνας – Fiber Delay Lines) είναι επί του παρόντος ιδιαίτερα ακριβή και επομένως η χρήση της περιορισμένη. Επιπλέον, η χρήση ηλεκτρονικών ενταμιευτών (electronic buffers) απαιτεί μετατροπή των δεδομένων από οπτική σε ηλεκτρονική μορφή και αντίστροφα, κάτι που εισάγει μη αποδεκτή καθυστέρηση και πολλαπλασιάζει τις απαιτήσεις επεξεργασίας ανάλογα με το πλήθος των υποστηριζόμενων μηκών κύματος. Για αυτούς τους λόγους έχει προταθεί η μέθοδος οπτικής μεταγωγής ριπών κίνησης. Η μέθοδος στηρίζεται στην χρήση ενός από τα κανάλια κάθε οπτικής ζεύξης αποκλειστικά για πληροφορίες ελέγχου, μέσω του οποίου στέλνονται εκ των προτέρων μηνύματα (burst headers) τα οποία ελέγχουν τη διαθεσιμότητα καναλιών στους ενδιάμεσους κόμβους, μέχρι τον προορισμό των δεδομένων. Αυτά τα μηνύματα τα επεξεργάζονται οι κόμβοι σε ηλεκτρονική μορφή. Τα πραγματικά δεδομένα αποστέλλονται καθορισμένο χρόνο (offset time) μετά από την αποστολή του μηνύματος ελέγχου και χωρίς ο αποστολέας να είναι ενημερωμένος για την τελική έκβαση των δεσμεύσεων. Αν το μήνυμα ελέγχου έχει καταφέρει να δεσμεύσει επιτυχώς κανάλια κατά

μήκος όλης της διαδρομής, τότε τα δεδομένα θα φτάσουν στον προορισμό, χωρίς να υποστούν καμία μετατροπή από οπτική σε ηλεκτρονική μορφή, αλλιώς θα απορριφθούν σε κάποιο ενδιάμεσο κόμβο και η νέα αποστολή τους μετατίθεται στα ανώτερα επίπεδα της διαστρωμάτωσης του δικτύου. Ηλεκτρονική ενταμίευση λοιπόν υπάρχει μόνο στα άκρα του δικτύου. Πληθώρα ερευνητικών εργασιών έχει επικεντρωθεί σε πρωτόκολλα και αρχιτεκτονικές για τέτοιου είδους δίκτυα, μελετώντας τόσο τις μεθόδους δέσμευσης πόρων και οπτικής μεταγωγής, όσο και τη συγκρότηση ριπών, όλα κρίσιμα ζητήματα που επηρεάζουν σημαντικά την επίδοση του συστήματος.

Η παρούσα διατριβή αποκτά ωστόσο ιδιαίτερη σημασία, καθώς υποδεικνύει καινοτόμες προσεγγίσεις σε πολλαπλά επίπεδα τέτοιου είδους δικτύων. Κατ' αρχήν, προτείνεται ένα πρωτόκολλο που υποδεικνύει μία νέα αντιμετώπιση όσον αφορά την οπτική μεταγωγή ριπών κίνησης σε δίκτυα WDM. Με τη χρήση χρονοσχισμών και κυρίως με την υιοθέτηση των παραλληλισμένων διμερών δεσμεύσεων, κάτι που δεν εμφανίζεται πουθενά αλλού στη σχετική βιβλιογραφία, η προτεινόμενη μέθοδος αποσκοπεί στο να εκμεταλλευτεί τη γενικότερη ιδέα της OBS, παρουσιάζοντας ωστόσο ριζοσπαστικές τροποποιήσεις, μέσω των οποίων εξαλείφονται τα κυριότερα μειονεκτήματα που εμφανίζουν οι ήδη υπάρχουσες προτάσεις. Επιπλέον, προτείνεται μία νέα αρχιτεκτονική για δίκτυα κορμού, η οποία, κάνοντας χρήση ομαδοποίησης κόμβων κορμού και ενδεχομένως συνδυαζόμενη με την προαναφερθείσα μέθοδο – όσον αφορά το δίκτυο μεταξύ των ομάδων – επιτυγχάνει σημαντική βελτίωση των χαρακτηριστικών επίδοσης του συστήματος. Τέλος, μέρος της μελέτης έχει να κάνει με τη μέθοδο συγκρότησης ριπών για τα υπό συζήτηση δίκτυα αφού, όπως ήδη αναφέρθηκε, η διαδικασία αυτή είναι κρίσιμη για τη συνολική απόδοση οποιουδήποτε συστήματος OBS.

1.2 Επικαιρότητα του αντικειμένου

Παρά το γεγονός ότι η ιδέα της μεταγωγής ριπών κίνησης πρωτοπαρουσιάστηκε το 1996 και οι πρώτοι αλγόριθμοι χρονοπρογραμματισμού οπτικών μεταγωγέων και τα αποτελέσματά τους παρουσιάστηκαν το 1999, η επικαιρότητα του πεδίου είναι φανερή από την πληθώρα πρόσφατων άρθρων που καταπιάνονται με παραλλαγές της OBS, με μεθόδους για τη βελτιστοποίηση των ελάχιστων παραλλαγών αλλά και με επιμέρους ζητήματα που προκύπτουν στα πλαίσια αυτής της έρευνας, όπως για παράδειγμα οι μέθοδοι για την συγκέντρωση κίνησης για ένα WDM οπτικό δίκτυο που χρησιμοποιεί OBS. Η προσέγγιση αυτή όχι μόνο αποτελεί σημείο ενδιαφέροντος για όλα τα συνέδρια όπου παρουσιάζονται θέματα τηλεπικοινωνιών αλλά αποτελεί και τίτλο – θέμα του ετήσιου συνεδρίου Workshop on Optical Burst Switching, ενώ αφιερώματα στην φιλοσοφία αυτή γίνονται τόσο από εξειδικευμένα περιοδικά διεθνούς κύρους (IEEE Journal of Lightwave Technology, IEEE Journal of Selected Areas on Communications) όσο και σε περιοδικά πιο γενικού ενδιαφέροντος επί των τηλεπικοινωνιών, όπως το IEEE Communications Magazine. Το έντονο ενδιαφέρον για το ερευνητικό

πεδίο αυτό είναι δικαιολογημένο, καθώς η ολοένα αυξανόμενη χρήση των οπτικών ινών στα δίκτυα υπολογιστών είναι αναπόφευκτη και συνεπώς καθίσταται αναγκαία η μέγιστη δυνατή εκμετάλλευση των δυνατοτήτων που προσφέρουν με επεκτάσιμο τρόπο.

1.3 Διάρθρωση της διατριβής

Η διδακτορική διατριβή διαρθρώνεται σε οκτώ κεφάλαια:

Το **πρώτο κεφάλαιο** αποτελεί μία σύντομη εισαγωγή η οποία προβάλλει εν τάχει το ευρύτερο ερευνητικό πεδίο στο οποίο κινείται η διατριβή και παρουσιάζει το αντικείμενο και τη διάρθρωσή της. Τέλος παρατίθεται λίστα των δημοσιεύσεων που έχουν προκύψει από την έρευνα του υποψηφίου διδάκτορα κατά τη διάρκεια εκπόνησης της διατριβής.

Στο **δεύτερο κεφάλαιο**, γίνεται μία εισαγωγή στην τεχνολογία WDM των οπτικών δικτύων. Συγκεκριμένα, παρουσιάζονται οι βασικές αρχές λειτουργίας της τεχνολογίας αυτής, ενώ σκιαγραφούνται οι βασικές μέθοδοι και τα εξαρτήματα που χρησιμοποιούνται σε τέτοιου είδους συστήματα.

Στο **τρίτο κεφάλαιο** παρατίθεται η έρευνα που έχει διεξαχθεί έως σήμερα σχετικά με τα δίκτυα οπτικής μεταγωγής ριπών, τα οποία αποτελούν μία πολλά υποσχόμενη λύση για μεταφορά δεδομένων πάνω από δίκτυα WDM και αναλύονται οι αρχιτεκτονικές και τα ποικίλα πρωτόκολλα που έχουν προταθεί για αυτά τα δίκτυα.

Στο **τέταρτο κεφάλαιο** περιγράφεται μία νέα προτεινόμενη μέθοδος για συγχέντρωση κίνησης σε δίκτυα οπτικής μεταγωγής ριπών η οποία υποστηρίζει δύο προτεραιότητες κίνησης και καταφέρει να επιτύχει βελτίωση της χρησιμοποίησης των πόρων του δικτύου, διατηρώντας παράλληλα τις απαιτούμενες εγγυήσεις ποιότητας υπηρεσίας. Η προτεινόμενη μέθοδος εξετάζεται με τη βοήθεια προσομοιώσεων αλλά και αναλυτικής προσέγγισης.

Το **πέμπτο κεφάλαιο** προτείνει την καινοτόμα ιδέα της οπτικής μεταγωγής χρονοσχισμών με διμερείς παραλληλισμένες δεσμεύσεις. Η ιδέα αυτή δίνει λύση στα σημαντικότερα προβλήματα των τυπικών πρωτοκόλλων οπτικής μεταγωγής χρονοσχισμών. Παρουσιάζονται εκτενώς όλες οι πτυχές του προτεινόμενου πρωτοκόλλου καθώς και της αρχιτεκτονικής του δικτύου στο οποίο εφαρμόζεται, από τη γενική διάρθρωση του δικτύου έως και τον χρησιμοποιούμενο οπτικό εξοπλισμό στους επιμέρους κόμβους του. Τέλος, παρουσιάζεται πληθώρα αποτελεσμάτων προσομοιώσεων σε υπολογιστή για διάφορες τοπολογίες δικτύων και για διάφορες κρίσιμες παραμέτρους απόδοσης, όπως η καθυστέρηση, η διακύμανση της καθυστέρησης και τα ποσοστά απωλειών. Τα αποτελέσματα αυτά επιβεβαιώνουν την υπεροχή της προτεινόμενης λύσης σε σχέση με άλλες προτάσεις οπτικής μεταγωγής ριπών.

Στο **έκτο κεφάλαιο** αναπτύσσονται αναλυτικές μέθοδοι για τη μοντελοποίηση και μελέτη της λύσης που παρουσιάστηκε στο προηγούμενο κεφάλαιο, χρησιμοποιώντας θεωρία πιθανοτήτων και συστημάτων αναμονής. Οι μέθοδοι αυτές αφενός επιβεβαιώνουν την ορθότητα του προτεινόμενου συστήματος (σε

συνδυασμό με τις προσομοιώσεις του πέμπτου κεφαλαίου) και αφετέρου παρέχουν χρήσιμα εργαλεία για εύκολη περαιτέρω διερεύνηση του.

Το **έβδομο κεφάλαιο** προτείνει μία νέα αρχιτεκτονική οπτικών δικτύων κορμού. Αυτή εκμεταλλεύεται την ιδέα της κατανεμημένης οπτικής μεταγωγής με ομαδοποίηση κόμβων, με σκοπό την εφαρμογή παραδοσιακών μεθόδων διμερούς δέσμευσης πόρων στις επιμέρους ομάδες (οι οποίες μπορούν να είναι και ήδη υπάρχοντες δακτύλιοι), ενώ μεταξύ των ομάδων μπορεί να εφαρμοστεί οποιοδήποτε σχήμα οπτικής μεταγωγής ριπών, για παράδειγμα αυτό που παρουσιάστηκε στο πέμπτο κεφάλαιο. Το τελικό αποτέλεσμα είναι μία σημαντική βελτίωση στις πιθανότητες απωλειών, στην απόδοση και στο κόστος. Η αξία της νέας αυτής προσέγγισης υποστηρίζεται από εκτενείς προσομοιώσεις σε υπολογιστή.

Στο **όγδοο κεφάλαιο** παρουσιάζονται γενικά συμπεράσματα από τα προηγούμενα κεφάλαια και ανακεφαλαιώνονται τα καινοτόμα στοιχεία της διδακτορικής διατριβής. Επίσης προτείνονται για περαιτέρω διερεύνηση ζητήματα που άπτονται της διατριβής

1.4 Λίστα δημοσιεύσεων

Κατά τη διάρκεια της εκπόνησης της παρούσας διατριβής δόθηκε αφορμή για δημοσίευση ποικίλων άρθρων σε διεθνή επιστημονικά περιοδικά και συνέδρια. Πιο συγκεκριμένα, τα άρθρα που σχετίζονται άμεσα με τα περιεχόμενα της διατριβής είναι τα παρακάτω:

Περιοδικά:

- [1] Angelopoulos, J.D.; Kanonakis, K.; Leligou, H.C.; Linardakis, C.; Pountourakis, I.E.; Stavdas, A., "Slotted Optical Switching With Pipelined Two-Way Reservations", *IEEE/OSA Journal of Lightwave Technology*, Vol.24, Iss.10, Oct. 2006, Pages: 3616- 3624.
- [2] Angelopoulos, J. D.; Kanonakis, K.; Koukouvakis, G.; Leligou, H. C.; Matrakidis, C.; Orphanoudakis, T. G.; Stavdas, A., "An Optical Network Architecture With Distributed Switching Inside Node Clusters Features Improved Loss, Efficiency, and Cost", *IEEE/OSA Journal of Lightwave Technology*, Vol.25, Iss.5, May 2007, Pages:1138-1146.
- [3] Helen-C. Leligou, Konstantinos Kanonakis, John Angelopoulos, Ioannis Pountourakis, Theofanis Orphanoudakis, "Efficient burst aggregation for QoS-aware slotted OBS systems", *European Transactions on Telecommunications, Wiley Interscience*, Vol.17, Issue 1, pp.93-98, January/February 2006.
- [4] Alexandros Stavdas, Helen-C. Leligou, Konstantinos Kanonakis, Charalambos Linardakis, John D. Angelopoulos, "A Novel Scheme for Performing Statistical Multiplexing in the Optical

Layer”, *OSA-Journal of Optical Networking*, Vol.4, No.5, pp.237-247, May 2005.

- [5] A. Stavdas, K. Kanonakis, G. Koukouvakis, H. C. Leligou, Th. Orphanoudakis, J. D. Angelopoulos, “Clustering all-optical core nodes allows distributed aggregation of data bursts under closed-loop control for improved efficiency and reduced loss”, έχει γίνει αποδεκτό για δημοσίευση στο *European Transactions on Telecommunications, Wiley Interscience*.
- [6] A. Stavdas, J. D. Angelopoulos, A. Lord, Th. Orphanoudakis, H. C. Leligou, K. Kanonakis and A. Drakos, “CANON: An Efficient Multi-domain Core Architecture Based on Node Clustering”, έχει υποβληθεί στο *IEEE Communications Magazine*.

Συνέδρια:

- [7] J. D. Angelopoulos, H.C. Leligou, K. Kanonakis, Ch. Linardakis, I. Pountourakis, “A reservation-based mechanism prevents losses in slotted Optical Burst Switching”, *Conference on Networks and Optical Communications*, July 5-7, 2005, London, United Kingdom. (**Προσκεκλημένη Δημοσίευση**)
- [8] J. D. Angelopoulos, H. C. Leligou, K. Kanonakis, H. Linardakis, I. Pountourakis, A. Stavdas, “Slot reservations for lossless Optical Burst Switching”, *ELMAR2005 conference, Zadar Croatia*, 8-10 June 2005.
- [9] H.-C. Leligou, K. Kanonakis, Th. Orphanoudakis, J.D. Angelopoulos, “Traffic aggregation for slotted OBS systems”, *ELMAR2005 conference, Zadar Croatia*, 8-10 June 2005.
- [10] J. D. Angelopoulos, K. Kanonakis, H.C. Leligou, C. Linardakis, “Probe-and-go: a novel approach to OBS”, *Photonics in Switching 2006, Crete, Greece*, October 2006.
- [11] A. Stavdas, K. Kanonakis, G. Koukouvakis, H.C. Leligou, Th. Orphanoudakis, J.D. Angelopoulos, “Clustering core nodes allows efficient all-optical payload switching”, *Photonics in Switching 2006, Crete, Greece*, October 2006.

Επιπλέον, η παράλληλη ερευνητική δραστηριότητα στο ευρύτερο πεδίο των οπτικών δικτύων και των δικτύων πρόσβασης ευρείας ζώνης έχει αποφέρει και τις παρακάτω δημοσιεύσεις:

Περιοδικά:

- [12] T. Orphanoudakis, H.-C. Leligou, E. Kosmatos, J. D. Angelopoulos, K. Kanonakis, G. Prezerakos, and I. Venieris, “Efficient resource allocation with service guarantees in passive optical networks”, *OSA-Journal of Optical Networking*, Vol.6, No.6, June 2007.

- [13] J.D. Angelopoulos, C. Dessauvage, H.-C. Leligou, K. Kanonakis, C. Matrakidis, E. Six, “Dynamic address resolution for enhanced configurability in packet-based TDMA GPONs”, Elsevier *Information Sciences*, Vol.177, Iss.16, 15 August 2007, Pages: 3327- 3340.
- [14] H. C. Leligou, Ch. Linardakis, K. Kanonakis, J. D. Angelopoulos and Th. Orphanoudakis, “Efficient medium arbitration of FSAN-compliant GPONs”, Wiley ed. *International Journal of Communication Systems*, Vol. 19, No:5, pp.: 603-617, 2006.

Συνέδρια:

- [15] G. Rajan, A. Elizondo, H.C. Leligou, K. Kanonakis, J. D. Angelopoulos, “Strategies for expediting inter-provider QoS support in access networks”, Conference on Networks and Optical Communications, July 10-13, 2006, Berlin, Germany.
- [16] J. D. Angelopoulos, K. Kanonakis, Ch. Linardakis, H.C. Leligou, “Supporting Ethernet with QoS in a Local Access Multiplexer”, *Conference on Networks and Optical Communications*, July 5-7, 2005, London, United Kingdom.

2

Η Τεχνολογία WDM

Η πολύπλεξη διαίρεσης μήκους κύματος (WDM) είναι μία υποσχόμενη τεχνολογία για τα μελλοντικά αμιγώς οπτικά δίκτυα. Στο WDM αρκετά οπτικά σήματα τα οποία χρησιμοποιούν διαφορετικά μήκη κύματος μοιράζονται την ίδια ίνα. Η χωρητικότητα αυτών των οπτικών ινών μπορεί να είναι τεράστια, ακόμα και Terabits/s. Έτσι, το οπτικό φάσμα χρησιμοποιείται πιο αποδοτικά. Η δρομολόγηση στους κόμβους του δικτύου βασίζεται στα μήκη κύματος των εισερχόμενων σημάτων [1],[2], [3]. Αυτή τη στιγμή η τεχνολογία WDM χρησιμοποιείται για να αυξηθεί η χωρητικότητα των οπτικών ζεύξεων, όπου στον τεματισμό κάθε ζεύξης το σήμα μετατρέπεται και πάλι σε ηλεκτρικό. Ωστόσο, η τεχνολογία προχωρά προς διαφανή αμιγώς οπτικά δίκτυα, όπου το σήμα δρομολογείται μέσω του δικτύου στο οπτικό πεδίο.

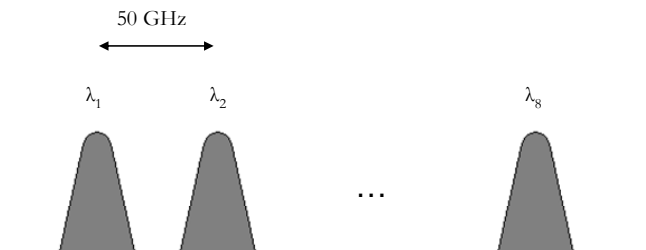
2.1 Εισαγωγή στην τεχνολογία WDM

Αρχίζοντας από τα τέλη της δεκαετίας του '70, τα συστήματα μετάδοσης οπτικών ινών εξελίχθηκαν ώστε από τους, ταπεινούς για τα σημερινά δεδομένα, ρυθμούς των 45 Mbits/s να μπορούν να υποστηρίξουν στις μέρες μας ρυθμούς της τάξης των δεκάδων Gbits/s. Η εφαρμογή της τεχνολογίας WDM (Wavelength Division Multiplexing) ήρθε να δώσει επιπλέον ώθηση επιτρέποντας την πολύπλεξη πολλών οπτικών καναλιών σε διαφορετικά μήκη κύματος διαμέσου μίας μόνο οπτικής ίνας. Ενώ τα πρώτα πειραματικά συστήματα WDM επέτρεπαν την πολύπλεξη δύο μόνο μηκών κύματος, τα σημερινά συστήματα μπορούν να υποστηρίξουν μερικές εκατοντάδες καναλιών, καθένα από τα οποία λειτουργεί σε ρυθμούς έως και 40 Gbits/s, καταλήγοντας σε συνολικές χωρητικότητας της τάξης των Tbits/s. Η WDM, σε συνδυασμό με οπτική ενίσχυση οδήγησε σε δραματική βελτίωση του γινομένου (χωρητικότητα × απόσταση) χωρίς αναγέννηση σήματος, μειώνοντας έτσι το συνολικό κόστος μετάδοσης. Επιπλέον, τα συστήματα WDM επιτρέπουν την αύξηση της χωρητικότητας της υπάρχουσας υποδομής μόνο με αναβάθμιση του εξοπλισμού των κόμβων του δικτύου, αποφεύγοντας την εξαιρετικά δαπανηρή τοποθέτηση επιπλέον οπτών ινών.

Υπάρχουν πολλά διαθέσιμα μήκη κύματος για μετάδοση στις μονότροπες ίνες. Πολλά παλαιότερα συστήματα χρησιμοποιούσαν τη ζώνη των 1.3 μm, όπου οι απώλειες ίνας είναι 0.5 dB/km

και δεν υπάρχει χρωματική διασπορά. Ωστόσο, τα σημερινά συστήματα λειτουργούν στη ζώνη των 1.55 μm , κυρίως λόγω της ύπαρξης πρακτικής οπτικής ενίσχυσης μόνο σε αυτή τη ζώνη (βλέπε 2.2.5). Επιπλέον, η ζώνη αυτή δίνει απώλειες μόνο 0.2 dB/km, αλλά υπάρχει η ανάγκη περιορισμού της χρωματικής διασποράς. Διάφορες επιμέρους ζώνες υφίστανται στη ζώνη των 1.55 μm : Οι ζώνες C (1530 – 1565 nm), ή L (1565 – 1625 nm) και η S (1460 – 1530 nm). Η WDM μπορεί να κατηγοριοποιηθεί ως αραιή ή πυκνή. Τα αραιά συστήματα WDM παρέχουν 4 – 16 μήκη κύματος που απέχουν μεταξύ τους αρκετές δεκάδες nm. Επειδή τα κανάλια είναι σχετικά μακριά το ένα από το άλλο, τα συστήματά αυτά μπορούν να χρησιμοποιήσουν φθηνότερους πομπούς και φίλτρα απ' ό,τι η πυκνή WDM. Ωστόσο, απέχουν τόσο, ώστε το συνολικό εύρος να ξεπερνά αυτό για το οποίο μπορεί να υπάρξει αμιγώς οπτική ενίσχυση. Τα συστήματα αυτά σήμερα λειτουργούν συνήθως σε ρυθμούς 1 Gbit/s/μήκος κύματος. Η πυκνή WDM παρέχει εκατοντάδες μηκών κύματος που απέχουν μεταξύ τους λιγότερο από 1 nm και βρίσκονται μέσα στη ζώνη της διαθέσιμης αμιγώς οπτικής ενίσχυσης. Τα περισσότερα συστήματα πυκνής WDM χρησιμοποιούν τη ζώνη C και αποστάσεις μεταξύ κυμάτων 50 ή 100 GHz. Αυτό δίνει έως 80 μήκη κύματος των 10 Gbits/s ή 40 μήκη κύματος των 40 Gbits/s.

Η ITU έχει τυποποιήσει τη χρήση καναλιών μήκους κύματος σε μία WDM ζεύξη (G.692) (βλ. [4]). Η απόσταση μεταξύ καναλιών προτείνεται να είναι 50 GHz ή 100 GHz γύρω από τη συχνότητα αναφοράς των 193.10 THz, όπως φαίνεται στο Σχήμα 2.1. Τα 193.10 THz αντιστοιχούν σε περίπου 1550 nm, έτσι η πρόταση αναφέρεται στη ζώνη μεταξύ 1540 nm και 1560 nm της οπτικής ίνας.



Σχήμα 2.1: Το οπτικό φάσμα και 8 κανάλια μήκους κύματος.

2.2 Τα μέρη ενός δικτύου WDM

Κατά τη διάρκεια των τελευταίων ετών, πολλή προσπάθεια έχει καταβληθεί για την ανάπτυξη βελτιωμένων οπτικών εξαρτημάτων (components) με σκοπό τη λειτουργία αμιγώς οπτικών δικτύων WDM (AON) [5]. Τα πιο σημαντικά από αυτά τα στοιχεία είναι η πηγές φωτός (light sources), τα συντονιζόμενα οπτικά φίλτρα (tunable optical filters), οι οπτικοί μεταγωγείς (optical switches) και φυσικά οι ίδιες οι οπτικές ίνες. Στη συνέχεια παρουσιάζονται εν συντομία διάφορα τέτοια εξαρτήματα.

2.2.1 Οπτικές πηγές

Ένα σημαντικό στοιχείο ενός οπτικού συστήματος είναι η οπτική πηγή. Για λόγους επικοινωνίας μια καλή οπτική πηγή θα πρέπει να είναι γρήγορα συντονιζόμενη και να διαθέτει μεγάλο εύρος περιοχής συντονισμού. Για να είναι ένα εξάρτημα και ελκυστικό εμπορικά, η χαμηλή κατανάλωση και τιμή είναι παράμετροι ζωτικής σημασίας [5]. Η χρονική κλίμακα συντονισμού εξαρτάται από τη χρήση, με την οπτική μεταγωγή πακέτου να απαιτεί χρόνους μεταξύ ms και ns, ενώ η οπτική μεταγωγή κυκλώματος WDM βρίσκεται σε αρκετά μεγαλύτερες κλίμακες χρόνου.

Ακολουθεί μια λίστα με ορισμένες οπτικές πηγές [1], [5]:

1. Μηχανικά ρυθμιζόμενα lasers
2. Ακουστο-οπτικά και ηλεκτρο-οπτικά ρυθμιζόμενα lasers
3. Lasers συντονιζόμενα με ρεύμα έγχυσης
4. Πηγές μεταγωγής
5. Πηγές σειράς (Array sources) (χρησιμοποιώντας σειρά διαφραγματικών κυματοδηγών (AWG) ή Laser κατανεμημένης ανάδρασης (DFB))

Τα μηχανικά ρυθμιζόμενα lasers για παράδειγμα έχουν ένα χρόνο συντονισμού της τάξης των ms και συνεπώς είναι πολύ αργά για οπτικά δίκτυα μεταγωγής πακέτου. Γενικά, η επιλογή μεταξύ διαφορετικών οπτικών πηγών εξαρτάται από την εφαρμογή και οι δύο πιο σημαντικές παράμετροι είναι ο χρόνος συντονισμού και το εύρος περιοχής συντονισμού.

2.2.2 Ρυθμιζόμενα φίλτρα

Ένα ρυθμιζόμενο οπτικό φίλτρο είναι επίσης σημαντικό μέρος του οπτικού δικτύου. Πολλές υποσχόμενες προσεγγίσεις έχουν μελετηθεί, μεταξύ των οποίων τα Fabry-Perot, τα ακουστο-οπτικά, τα ηλεκτρο-οπτικά και τα φίλτρα υγρών κρυστάλλων Fabry-Perot (βλ. π.χ. [1], [5]). Τα φίλτρα έχουν επίσης δύο σημαντικές παραμέτρους που σχετίζονται με την επίδοσή τους: Το εύρος της περιοχής συντονισμού και το χρόνο συντονισμού. Το εύρη περιοχών συντονισμού κυμαίνονται από 10 nm μέχρι και 500 nm, ενώ ο χρόνος συντονισμού είναι από ns μέχρι και 10 ms.

2.2.3 Οπτικοί μεταγωγείς

Ο οπτικός μεταγωγέας, ή οπτικός διασυνδετής (OXC), είναι μία συσκευή που ρυθμίζεται δυναμικά ώστε να συνδέει δεδομένες πόρτες εισόδου με οποιεσδήποτε από τις πόρτες εξόδου. Οι οπτικοί μεταγωγείς μπορούν να ταξινομηθούν σύμφωνα με το πόσο ευέλικτοι είναι [6]:

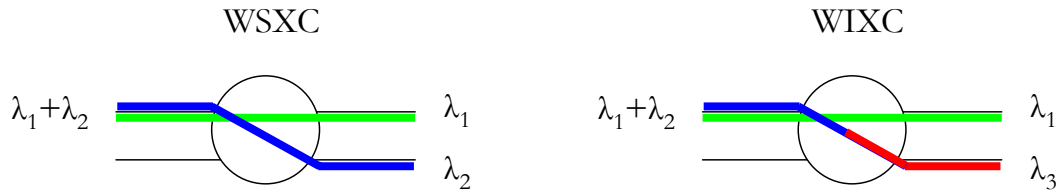
1. *Μη-εμφραξίμος (non-blocking) μεταγωγέας* σημαίνει ότι οποιοδήποτε σχήμα σύνδεσης μπορεί να πραγματοποιηθεί, επανασυνδέοντας μερικές ή όλες τις υπάρχουσες συνδέσεις.
2. *Υπό την ευρεία έννοια μη-εμφραξίμος μεταγωγέας* είναι αυτός ο οποίος μπορεί, με προσεκτική ρύθμιση, να προσθέσει οποιαδήποτε σύνδεση χωρίς να διακόψει ήδη ρυθμισμένες μέσω του μεταγωγέα συνδέσεις.
3. *Αυστηρά μη-εμφραξίμος μεταγωγέας* από την άλλη μεριά σημαίνει ότι ακολουθώντας μια απλή στρατηγική ρύθμισης επιτρέπεται να προστεθούν νέες συνδέσεις στο μεταγωγέα οποιαδήποτε στιγμή, χωρίς να διακοπεί καμία από τις ήδη ρυθμισμένες συνδέσεις.

Είναι φανερό ότι το πλήθος των στοιχείων και η πολυπλοκότητα της συσκευής μεγαλώνει μαζί με την ευελιξία που αυτή προσφέρει.

Στα δίκτυα WDM, κάθε ίνα περιέχει W κανάλια μήκους κύματος και έτσι οι οπτικοί μεταγωγείς θα πρέπει να είναι σε θέση να χειρίζονται κάθε κανάλι ξεχωριστά. Οι οπτικοί διασυνδετές που χρησιμοποιούνται στα δίκτυα WDM μπορούν να χωριστούν σε δύο κατηγορίες. Ένας διασυνδετής με επιλογή μήκους κύματος (WSXC) είναι μία συσκευή που μπορεί να ρυθμίσει οποιοδήποτε λ -κανάλι εισόδου από οποιαδήποτε πόρτα εισόδου σε οποιαδήποτε πόρτα εξόδου (χρησιμοποιώντας το ίδιο μήκος κύματος).

Μετάφραση (ή μετατροπή) μήκους κύματος είναι η διαδικασία κατά την οποία ένα εισερχόμενο σήμα που χρησιμοποιεί ένα κανάλι μετασχηματίζεται σε ένα άλλο κανάλι στην πόρτα εξόδου. Ένας διασυνδετής αντιμετάθεσης μηκών κύματος (WIXC), που απεικονίζεται στο Σχήμα 2.2 είναι μία πιο εξελιγμένη συσκευή από τον WSXC, η οποία μπορεί να χειριστεί επίσης τα μήκη κύματος των σημάτων, δηλαδή ένα εισερχόμενο σήμα μπορεί να βγει από το μεταγωγέα χρησιμοποιώντας κάποιο άλλο μήκος κύματος. Έτσι, μία τέτοια συσκευή μπορεί να ρυθμίσει οποιοδήποτε λ_1 -κανάλι από οποιαδήποτε πόρτα εισόδου σε οποιαδήποτε πόρτα εξόδου, χρησιμοποιώντας λ_2 -κανάλι, δηλαδή είναι ικανός να κάνει και μετατροπή μήκους κύματος. Είναι φανερό ότι μία συσκευή WIXC είναι πιο πολύπλοκη από μία WSXC, αλλά δίνει επίσης περισσότερη ευελιξία στη ρύθμιση του δικτύου και συνεπώς οδηγεί σε πιο αποδοτική χρήση των πόρων του δικτύου.

Σημειωτέον ότι και οι WSXC όπως και οι WIXC είναι συσκευές όπου κάθε κανάλι εισόδου συνδέεται σε όχι περισσότερα από ένα κανάλια εξόδου (μεταγωγείς μετάθεσης - permutation switches).



Σχήμα 2.2: Τα βασικά μέρη του δικτύου δρομολόγησης μηκών κύματος. Ο διασυνδετής με επιλογή μήκους κύματος (WSXC) δρομολογεί εισερχόμενα σήματα ανά μήκος κύματος, ενώ ο διασυνδετής αντιμετάθεσης μηκών κύματος (WIXC) έχει επίσης δυνατότητα μετατροπής μήκους κύματος.

2.2.4 Μετατροπή μήκους κύματος

Η μετατροπή μήκους κύματος, όπως σημειώθηκε στην προηγούμενη ενότητα, επιτρέπει πιο αποδοτική χρήση των πόρων του δικτύου. Ο λόγος είναι ότι χωρίς αυτή, θα πρέπει να τηρείται ο λεγόμενος περιορισμός *συνέχειας μήκους κύματος*, με άλλα λόγια ένα οπτικό μονοπάτι (lightpath) δεσμεύει το ίδιο μήκος κύματος κατά μήκος όλης της διαδρομής. Έτσι, ακόμα και αν υπάρχουν διαθέσιμα κανάλια σε κάθε ζεύξη του δικτύου, ορισμένες συνδέσεις δε μπορούν να ρυθμιστούν εκτός και αν η μετατροπή μήκους κύματος είναι δυνατή σε κάποιους από τους κόμβους.

Και πάλι, μία εύκολη λύση είναι να γίνει η οπτο-ηλεκτρονική μετατροπή, όπου το οπτικό σήμα πρώτα μετατρέπεται στο ηλεκτρικό πεδίο και στη συνέχεια αναπαράγεται στο οπτικό πεδίο σε διαφορετικό μήκος κύματος. Το μειονέκτημα αυτής της προσέγγισης είναι η περιορισμένη ταχύτητα των ηλεκτρονικών στοιχείων. Η λειτουργία αυτή πάντως αποτελεί σήμερα μία από τις κύριες εφαρμογές της μετατροπής μήκους κύματος στα άκρα του δικτύου, για την μετατροπή των εισερχόμενων μη-WDM σημάτων σε σήματα WDM.

Μία άλλη προσέγγιση είναι να γίνεται η μετατροπή στο οπτικό πεδίο. Προτεινόμενες λύσεις περιλαμβάνουν τη χρήση μίξης τεσσάρων κυμάτων και μη-γραμμικότητας των ινών καθώς και ετεροδιαμόρφωσης, με ενεργές συσκευές ημιαγωγών. Μία πρόσφατη μελέτη πάνω στη μετατροπή μήκους κύματος μπορεί να βρεθεί στο [7].

2.2.5 Οπτικοί ενισχυτές

Η εξασθένιση των οπτικών σημάτων είναι πολύ χαμηλότερη σε σχέση με αυτή των ηλεκτρικών. Ωστόσο, ζεύξεις μεγάλων αποστάσεων ενδέχεται να χρειάζονται ενισχυτές για να δουλέψουν σωστά. Ο παραδοσιακός τρόπος για τη λύση του προβλήματος είναι η μετατροπή του σήματος στο ηλεκτρικό πεδίο για ενίσχυση και η επαναμετάδοσή του οπτικά. Η διαδικασία αυτή ονομάζεται αναγέννηση του οπτικού σήματος και το κυριότερο μειονέκτημά της είναι ότι απαιτεί γνώση του ρυθμού μετάδοσης και της διαμόρφωσης που χρησιμοποιείται από το σήμα. Μία νέα λύση είναι η χρήση ενισχυτών που λειτουργούν αμιγώς στο οπτικό πεδίο. Πιο συγκεκριμένα, ο ενισχυτής ίνας με προσμίξεις ερβίου (EDFA) ήταν ένα σημαντικό στοιχείο για την εξάπλωση της WDM. Ένας και μόνο τέτοιος ενισχυτής

μπορεί να ενισχύσει πολλαπλά μήκη κύματος σε ολόκληρη την ζώνη C ή L. Σε ένα τυπικό σύστημα, οι EDFAs τοποθετούνται κάθε 80 – 120 km για την ενίσχυση του σήματος, ενώ τα σήματα μπορούν να διανύσουν χιλιάδες χιλιόμετρα χωρίς την ανάγκη αναγέννησης. Πριν από την εμφάνιση των EDFAs, η αναγέννηση ήταν απαραίτητη ανά 80 km για κάθε μήκος κύματος, είναι προφανές λοιπόν ότι προσέφεραν τεράστια βελτίωση κόστους και αξιοπιστίας. Επιπλέον, σε αντίθεση με τους αναγεννητές οπτικού σήματος, οι EDFAs είναι διαφανείς ως προς το ρυθμό και την κωδικοποίηση του σήματος, παρέχοντας ευελιξία για μίξη διαφόρων τύπων κίνησης και επιτρέποντας μελλοντικές αναβαθμίσεις. Για παράδειγμα, η κίνηση 10 Gb/s SONET/SDH μπορεί να μεταφερθεί μέσω των ίδιων συστημάτων που μεταφέρουν 10 Gb/s Ethernet, αλλάζοντας μόνο τον ηλεκτρονικό εξοπλισμό στα άκρα, αντί κατά μήκος όλου του δικτύου. Τέλος, ένας παρόμοιος ενισχυτής για την περιοχή των 1300 nm έχει φτιαχτεί χρησιμοποιώντας πρασεοδύμιο αντί για έρβιο.

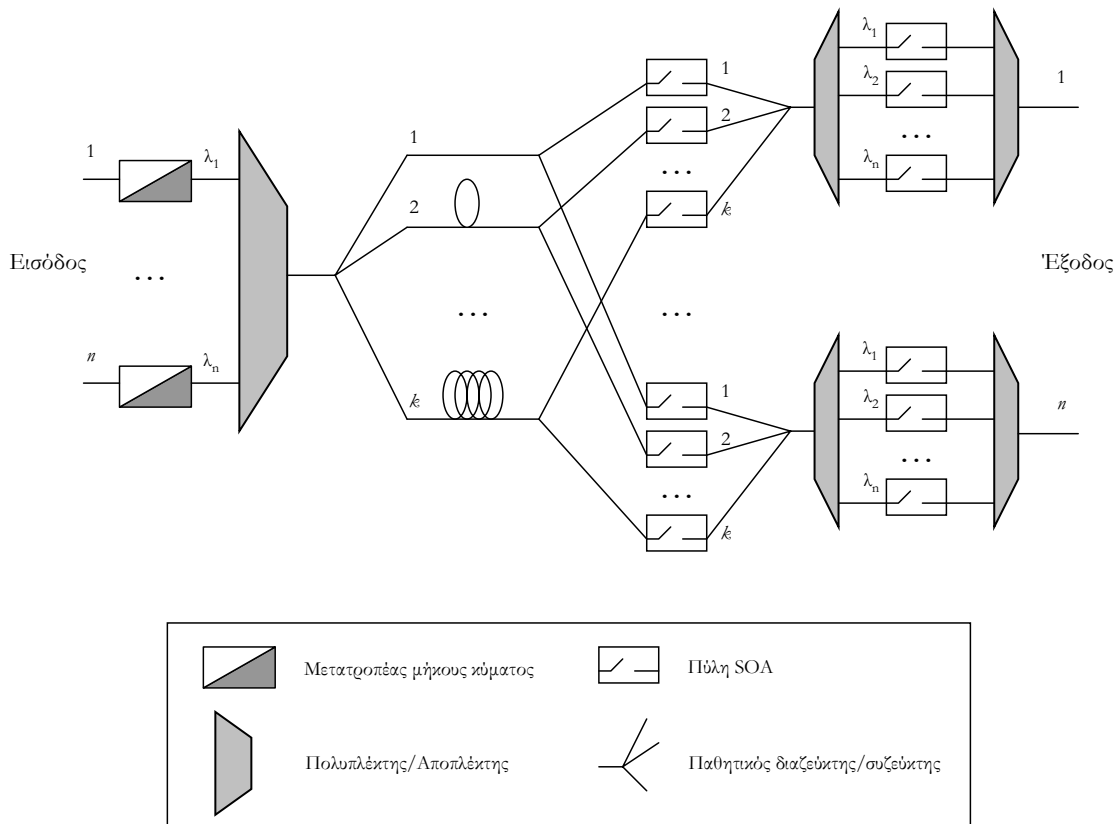
2.2.6 Οπτική ενταμίευση

Στην περίπτωση των ηλεκτρονικών δρομολογητών, οι διαμάχες των πακέτων για την ίδια έξοδο συνήθως επιλύονται με χρήση της τεχνικής αποθήκευσης και προώθησης (store-and-forward), κάτι που σημαίνει ότι τα εν λόγω πακέτα πρώτα αποθηκεύονται σε μία ουρά και στη συνέχεια αποστέλλονται ένα-ένα. Αυτό είναι δυνατό λόγω της διαθέσιμης μνήμης τυχαίας προσπέλασης (RAM). Σε έναν οπτικό μεταγωγέα πρέπει να ακολουθηθεί διαφορετική προσέγγιση καθώς δεν υπάρχουν το παρόν οπτικές RAM. Η κυριότερη λοιπόν διαφορά μεταξύ της ηλεκτρονικής RAM και ενός οπτικού ενταμιευτή είναι ότι ο τελευταίος πρέπει να υλοποιηθεί κάνοντας χρήση γραμμών καθυστέρησης, οι οποίες είναι οπτικές ίνες δεδομένου μήκους και αναφέρονται ως FDLs (Fiber Delay Lines). Από τη στιγμή που κάποιο πακέτο (ή ισοδύναμα κάποια οπτική ριπή) εισέρχεται στην ίνα αυτή, θα πρέπει να εξέλθει από το άλλο άκρο της μετά από ένα δεδομένο χρονικό διάστημα. Δεν υπάρχει κανένας τρόπος να εξαχθεί το πακέτο νωρίτερα, εκτός και εάν γίνεται συνδυασμένη χρήση τέτοιων γραμμών, μία τεχνική που θα αναφερθεί στη συνέχεια. Υπάρχουν διάφοροι τρόποι κατηγοριοποίησης των οπτικών ενταμιευτών. Σε γενικές γραμμές μπορούν να διακριθούν σε ενός ή πολλαπλών σταδίων (single-stage ή multi-stage – όπου ως στάδιο θεωρείται μία συνεχής ίνα) και με ή χωρίς ανάδραση (feedback ή forward). Η προσέγγιση που προτείνεται συνήθως ωστόσο είναι αυτή του ενός σταδίου. Παρακάτω εξηγείται συνοπτικά ο σχεδιασμός δύο διαφορετικών παραδειγμάτων οπτικών ενταμιευτών ενός σταδίου, όπως αυτά αναφέρονται στο [8]:

2.2.6.1 Χωρίς ανάδραση

Το πρώτο παράδειγμα είναι ένας οπτικός ενταμιευτής ενός σταδίου χωρίς ανάδραση, ο οποίος απεικονίζεται στο Σχήμα 2.3. Μετατροπείς μηκών κύματος αναλαμβάνουν σε κάθε είσοδο να μετατρέψουν κάθε εισερχόμενο πακέτο σε διαφορετικό μήκος κύματος. Στη συνέχεια τα διάφορα ρεύματα κίνησης πολυπλέκονται με χρήση ενός πολυπλέκτη και κατανέμονται σε k ομάδες οπτικών

γραμμών καθυστέρησης διαφορετικών μηκών, οι οποίες προσφέρουν στα πακέτα τις απαραίτητες καθυστερήσεις για να λυθούν οι διαμάχες. Με χρήση πυλών οπτικών ενισχυτών ημιαγωγών (Semiconductor Optical Amplifiers – SOAs) και παθητικών συζευκτών (couplers), κάθε θύρα εξόδου είναι σε θέση να επιλέξει τα πακέτα με συγκεκριμένη καθυστέρηση. Στο τελικό στάδιο, ο αποπλέκτης, πύλες SOA και ένας πολυπλέκτης μπορούν να επιλέξουν ένα πακέτο από μία συγκεκριμένη θύρα εισόδου. Σε αυτή την αρχιτεκτονική υπάρχει μόνο ένα στάδιο ενταμίευσης και κάθε γραμμή καθυστέρησης τροφοδοτεί το επόμενο μέρος του μεταγωγέα. Καθώς κάθε πακέτο μεταδίδεται προς όλες τις γραμμές καθυστέρησης και όλες τις θύρες εξόδου, είναι δυνατόν να επιτευχθεί λειτουργία πολλαπλής διανομής (broadcast) καθώς και εφαρμογή προτεραιοτήτων. Το κυριότερο μειονέκτημα είναι η χρήση ενός μεγάλου πλήθους εξαρτημάτων που αυξάνει δραματικά το κόστος.

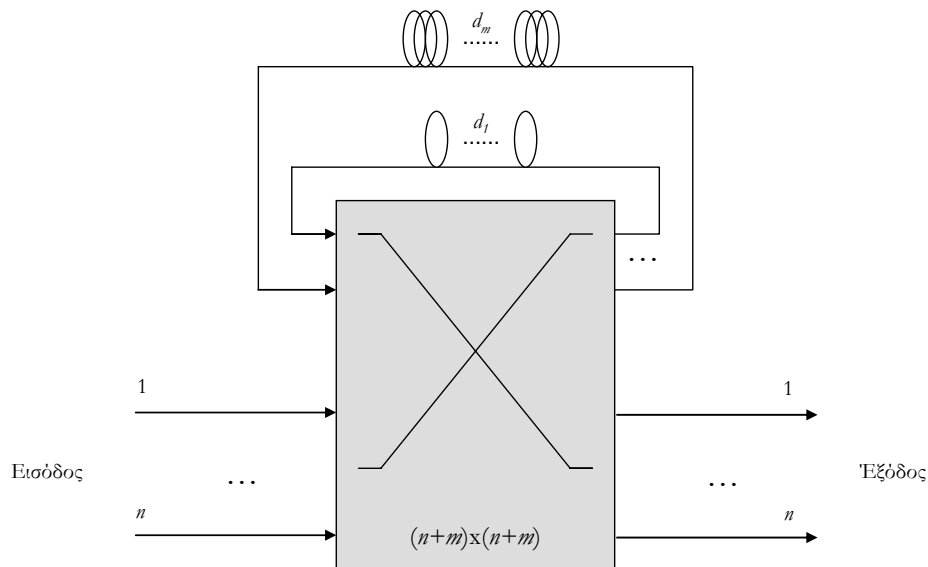


Σχήμα 2.3: Παράδειγμα οπτικού ενταμιευτή ενός σταδίου χωρίς ανάδραση.

2.2.6.2 Με ανάδραση

Ένα παράδειγμα αρχιτεκτονικής οπτικού ενταμιευτή ενός σταδίου με ανάδραση είναι αυτό που φαίνεται στο Σχήμα 2.4. Πρόκειται για έναν μεταγωγέα οπτικών πακέτων διαμοιραζόμενης μνήμης

(Shared-Memory Optical Packet - SMOP switch). Η λειτουργία του μπορεί να γίνει εύκολα κατανοητή με απλή επισκόπηση του σχήματος. Τα μήκη των γραμμών καθυστέρησης θα μπορούσαν να είναι 1, 2, 3, ... m φορές η διάρκεια ενός πακέτου. Ο $(n + m) \times (n + m)$ χωρικός μεταγωγέας μπορεί να μεταάγει ένα πακέτο είτε απευθείας σε μία θύρα εξόδου, είτε σε μία από τις γραμμές καθυστέρησης, σύμφωνα με το πόση καθυστέρηση χρειάζεται το πακέτο. Γραμμές καθυστέρησης μήκους μεγαλύτερου από τη διάρκεια ενός πακέτου μειώνουν δραματικά το πλήθος των απαιτούμενων επανακυκλοφορήσεων, οδηγώντας σε μειωμένες ανάγκες ενίσχυσης. Η μέθοδος αυτή επιτρέπει επίσης προτεραιότητες πακέτων, αφού για παράδειγμα ένα πακέτο χαμηλής προτεραιότητας μπορεί να συνεχίσει να ανατροφοδοτείται στις FDLs. Καθώς το πλήθος των επανακυκλοφορήσεων κάθε πακέτου είναι μη προβλέψιμο, ορισμένα πακέτα ενδέχεται να υποφέρουν από μεγαλύτερες απώλειες ισχύος, καθιστώντας την οπτική ενίσχυση απαραίτητη.



Σχήμα 2.4: Παράδειγμα οπτικού ενταμιευτή ενός σταδίου με ανάδραση.

Βιβλιογραφία

- [1] Biswanath Mukherjee. *Optical Communication Networks*. McGraw-Hill series on computer communications. McGraw-Hill, 1997.
- [2] Rajiv Ramaswami and Kumar N. Sivarajan. *Optical Networks, A Practical Perspective*. Morgan Kaufmann Series in Networking. Morgan Kaufmann Publishers, 1998.
- [3] A.E. Willner. Mining the optical bandwidth for a terabit per second. *IEEE Spectrum*, 34(3):32–41, April 1997.
- [4] ITU-T. *G.692, Optical interfaces for multichannel systems with optical amplifiers*, October 1998.
- [5] Jaafar M. H. Elmirghani and Hussein T. Mouftah. Technologies and architectures for scalable dynamic dense WDM networks. *IEEE Commun. Mag.*, 38(2):58–66, February 2000.
- [6] Thomas E. Stern and Krishna Bala. *Multiwavelength Optical Networks: a layered approach*. Addison Wesley, 1999.
- [7] Jaafar M. H. Elmirghani and Hussein T. Mouftah. All-optical wavelength conversion: Technologies and applications in DWDM networks. *IEEE Commun. Mag.*, 38(3):86–92, March 2000.
- [8] S. Yao, B. Mukherjee, and S. Dixit. Advances in photonic packet switching: an overview. *IEEE Commun. Mag.*, 38(2):84–94, February 2000.

3

Οπτική Μεταγωγή Ριπών (OBS)

Ένα οπτικό δίκτυο έχει τη βασική ιδιαιτερότητα ότι η οπτική αποθήκευση δεδομένων (μέσω γραμμών καθυστέρησης ίνας – Fiber Delay Lines) είναι επί του παρόντος ιδιαίτερα ακριβή και επομένως η χρήση της περιορισμένη. Επιπλέον, η χρήση ηλεκτρονικών ενταμιευτών απαιτεί μετατροπή των δεδομένων από οπτική σε ηλεκτρονική μορφή και αντίστροφα, κάτι που εισάγει μη αποδεκτή καθυστέρηση και πολλαπλασιάζει τις απαιτήσεις επεξεργασίας ανάλογα με το πλήθος των υποστηριζόμενων μηνών κύματος. Για αυτούς τους λόγους έχει προταθεί η μέθοδος οπτικής μεταγωγής ριπών κίνησης (OBS – Optical Burst Switching). Η μέθοδος αυτή αναφέρεται σε WDM οπτικά δίκτυα και στηρίζεται στην χρήση ενός από τα κανάλια της οπτικής ζεύξης αποκλειστικά για πληροφορίες ελέγχου, μέσω του οποίου στέλνονται εκ των προτέρων μηνύματα τα οποία ελέγχουν τη διαθεσιμότητα καναλιών στους ενδιάμεσους κόμβους, μέχρι τον προορισμό των δεδομένων.

3.1 Δίκτυα οπτικής μεταγωγής ριπών κίνησης

Διάφορες τεχνολογίες έχουν αναπτυχθεί για τη μεταφορά δεδομένων πάνω από δίκτυα WDM. Δίκτυα πολλαπλής διανομής και επιλογής (broadcast and select) καθώς και δίκτυα δρομολόγησης μηκών κύματος με μεταγωγή κυκλώματος (circuit switched wavelength routed) έχουν ήδη μελετηθεί εκτενώς και υλοποιηθεί [1]. Στα δίκτυα πολλαπλής διανομής και επιλογής τα σήματα που στέλνονται από κάθε κόμβο λαμβάνονται από όλους τους υπόλοιπους κόμβους, όπως στα περισσότερα τοπικά δίκτυα (LAN) τύπου Ethernet και Token Ring. Αυτή η αρχιτεκτονική είναι σχετικά απλή, καθώς δεν απαιτείται καμία διαδικασία δρομολόγησης. Ωστόσο, δεν είναι ούτε ευέλικτη ούτε αποδοτική. Καθώς το σήμα αποστέλλεται παντού στο δίκτυο, θα διαδοθεί και σε μέρη του δικτύου όπου δε χρειάζεται να πάει, προκαλώντας σπατάλη πόρων του δικτύου. Τα δίκτυα δρομολόγησης μηκών κύματος με μεταγωγή κυκλώματος είναι πιο αποδοτικά, αφού τα οπτικά σήματα μεταδίδονται επιλεκτικά μόνο σε μέρος του δικτύου. Σε αυτή την αρχιτεκτονική δικτύου, ένα από-άκρη-σε-άκρη πλήρως οπτικό κύκλωμα (οπτικό μονοπάτι - lightpath) εγκαθίσταται πριν τη μετάδοση των σημάτων δεδομένων, σχεδόν όπως μία τηλεφωνική γραμμή στα τηλεφωνικά δίκτυα PSTN. Αυτό το δίκτυο αποτελεί την πιο πρακτική τεχνολογία σε οπτικά δίκτυα μέχρι σήμερα.

Ωστόσο, τα πλήρως οπτικά δίκτυα τείνουν να είναι μη αποδοτικά για κίνηση που δεν έχει υποστεί μορφοποίηση (shaping/grooming) ή στατιστική πολύπλεξη και προικαλούν σπατάλη όταν η κίνηση δεν καταναλώνει ένα ολόκληρο μήκος κύματος. Η τεχνολογία οπτικής μεταγωγής πακέτου (OPS) είναι μια τεχνολογία με σκοπό τη μετάδοση δεδομένων χρήστη μέσω οπτικών πακέτων, στην οποία ένα μήκος κύματος δεσμεύεται από ένα πακέτο *μόνο* όταν αυτό μεταδίδεται και μπορεί να χρησιμοποιηθεί και από άλλους μετά από τη μετάδοση.

Η OPS είναι πιο αποδοτική και μπορεί να χρησιμοποιηθεί για την υποστήριξη κίνησης IP και ATM. Οι αναγνώστες παραπέμπονται στο [2] για λεπτομέρειες. Παρ'όλα αυτά, η OPS απαιτεί πρακτικές, συμφέρουσες και κλιμακούμενες (scalable) λύσεις όσον αφορά την οπτική ενταμίευση (buffering) και την επεξεργασία οπτικών επικεφαλίδων, οι οποίες είναι ακόμα πολλά χρόνια μακριά.

Η οπτική μεταγωγή ριπών κίνησης (Optical Burst Switching – OBS) είναι μια τεχνολογία που τοποθετείται μεταξύ της δρομολόγησης μηκών κύματος (π.χ. μεταγωγή κυκλώματος) και της οπτικής μεταγωγής πακέτου. Η OBS είναι μία συμβιβαστική λύση που δεν απαιτεί οπτική ενταμίευση ή επεξεργασία σε επίπεδο πακέτου, έτσι είναι πιο πρακτική από την OPS και είναι πιο αποδοτική από τη μεταγωγή κυκλώματος, καθώς το μήκος κύματος ανατίθεται σε μία ριπή (burst) μόνο όταν αυτή μεταδίδεται. Η OBS είναι μία προσαρμογή του ATM block transfer (ABT), το οποίο είναι το πρότυπο για μεταγωγή ριπών στο ATM από την ITU-T. Στην OBS, πριν από τη μετάδοση κάθε ριπής υπάρχει η μετάδοση ενός πακέτου ελέγχου, σκοπός του οποίου είναι να ενημερώσει κάθε ενδιάμεσο κόμβο για την επερχόμενη ριπή, έτσι ώστε να μπορούν να ρυθμίσουν τα κυκλώματα μεταγωγής τους ώστε να μεταγούν τη ριπή στην κατάλληλη πόρτα εξόδου. Στην OBS, όπως και στο ABT, δύο στρατηγικές μπορούν να ακολουθηθούν, το “tell and go” (TAG) και το “tell and wait” (TAW). Στο TAG, αμέσως αφότου η πηγή μεταδώσει το πακέτο ελέγχου μεταδίδει και την οπτική πηγή. Αυτό απαιτεί οπτικούς ενταμιευτές στους οπτικούς μεταγωγείς οι οποίοι θα αποθηκεύουν τη ριπή όσο αυτή περιμένει να τελειώσει η επεξεργασία του πακέτου ελέγχου και η ρύθμιση του κυκλώματος μεταγωγής. Στο TAW, η πηγή δε μεταδίδει τη ριπή, μέχρι να λάβει την επιβεβαίωση από τον προορισμό, και αυτή η διμερής δέσμευση (two-way reservation) είναι παρόμοια με την εγκατάσταση ενός οπτικού μονοπατιού στα δίκτυα WDM με δρομολόγηση μηκών κύματος. Ωστόσο, στην OBS υπάρχει ένας πιο αποδοτικός τρόπος δέσμευσης μηκών κύματος. Ο κόμβος πηγή δεν περιμένει την επιβεβαίωση ότι μία από-άκρο-σε-άκρο σύνδεση έχει εγκατασταθεί. Αντιθέτως, αρχίζει να μεταδίδει τη ριπή δεδομένων μετά από μία κατάλληλη καθυστέρηση (η οποία αναφέρεται ως *offset*) από τη μετάδοση του πακέτου ελέγχου. Η καθυστέρηση (*offset*) θα πρέπει να εγγυάται ότι το πακέτο ελέγχου έχει υποστεί επεξεργασία από όλους τους ενδιάμεσους μεταγωγείς και ότι όλα τα κυκλώματα μεταγωγής έχουν ρυθμιστεί, όταν η ριπή φτάνει σε αυτούς τους μεταγωγείς.

3.2 Σχετική έρευνα στην οπτική μεταγωγή ριπών κίνησης

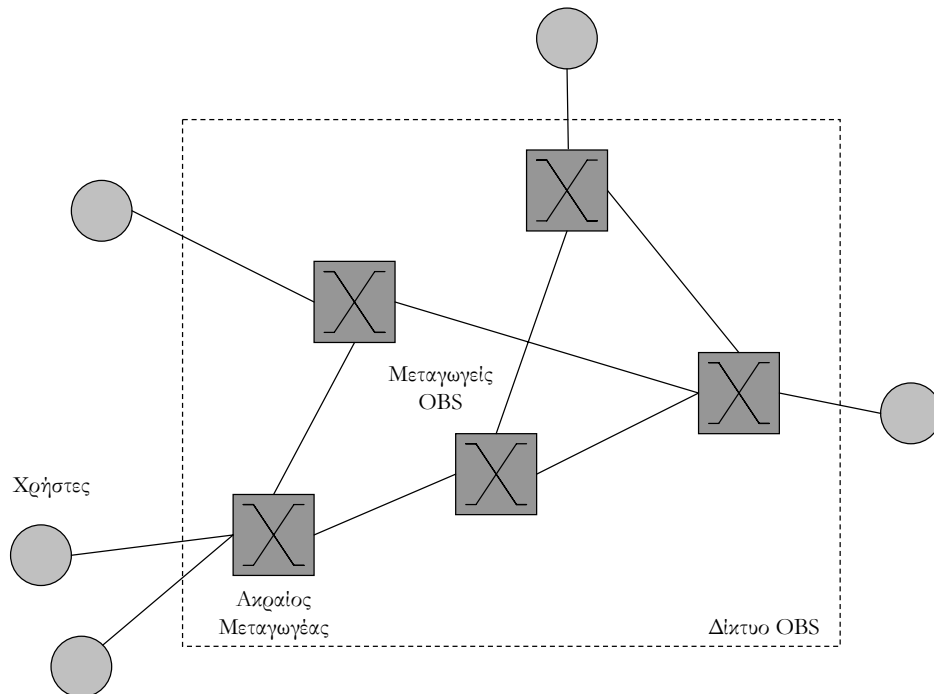
Κατά τη διάρκεια των τελευταίων ετών, η έρευνα πάνω στα δίκτυα OBS έχει εξελιχθεί ραγδαία, από αυστηρά θεωρητικές μελέτες [3], [4] σε υλοποιήσεις [5], [6]. Οι μελέτες των δικτύων OBS μπορούν γενικά να ταξινομηθούν με βάση τα εξής:

- **Αρχιτεκτονική δικτύου.** Στο [4] προτάθηκε η ιδέα της οπτικής μεταγωγής ριπών κίνησης, όπως και οι έννοιες του καναλιού ελέγχου και της ριπής δεδομένων. Επίσης περιγράφεται μία αρχιτεκτονική μεταγωγής ριπών καθώς και η λειτουργία της. Στα [6], [7] προτείνεται μία αρχιτεκτονική δικτύου, στην οποία το δίκτυο OBS είναι το δίκτυο-κορμός του Διαδικτύου (Internet) και περιγράφεται η αρχιτεκτονική ενός οπτικού μεταγωγέα (δρομολογητή) με τις λειτουργίες του, περιλαμβάνοντας ανίχνευση πακέτων ελέγχου, επεξεργασία και επανεγγραφή, αναζήτηση πίνακα προώθησης, διαχείριση μοιραζόμενου ενταμειυτή (fiber delay line – FDL), μετατροπή μήκους κύματος και χρονοδρομολόγηση καναλιού δεδομένων. Στο [8] μελετώνται σχήματα πρόσβασης στην OBS για μία αρχιτεκτονική μητροπολιτικού δακτυλίου. Καθώς η ιδέα της OBS γίνεται όλο και πιο ώριμη, στο [9] μελετώνται τεχνικά ζητήματα και γενικές απαιτήσεις για μία αρχιτεκτονική στρώματος μεταφοράς (υπηρεσίες και πρωτόκολλα) για δίκτυα OBS.
- **Σχήματα και πρωτόκολλα δέσμευσης πόρων.** Ο τρόπος με τον οποίο δεσμεύονται πόροι έχει σημαντική επίδραση στην απόδοση ενός δικτύου OBS και είναι από τα βασικά προβλήματα στην OBS. Ένα πλήθος από σχήματα δέσμευσης πόρων έχουν προταθεί για την OBS, περιλαμβάνοντας το Just-Enough-Time (JET) [3], Horizon [4] και Just-Enough-Time (JIT) [10]. Έχουν προσελκύσει αρκετή προσοχή και από την ακαδημαϊκή και από την βιομηχανική κοινότητα και θα αναλυθούν λεπτομερώς στο επόμενο κεφάλαιο. Άλλα σχήματα δρομολόγησης αποτελούν η OBS με δρομολόγηση μηκών κύματος (Wavelength-routed OBS), η οποία χρησιμοποιεί διμερείς δεσμεύσεις και η έμπροσθεν δέσμευση πόρων (forward resource reservation) [11], ο στόχος της οποίας είναι η μείωση της καθυστέρησης των ριπών στους μεταγωγείς των άκρων του δικτύου και η αύξηση της πιθανότητας έμπροσθεν δέσμευσης. Βάσει του σχήματος δέσμευσης JIT, το πρωτόκολλο Jumpstart JIT [5], [12] ένας ανοικτός και δημοσιευμένος καθορισμός σηματοδοσίας για την OBS. Για τη βελτίωση της απόδοσης του δικτύου, τα [13], [14] πρότειναν πιο εξελιγμένους αλγόριθμους χρονοδρομολόγησης με σκοπό την πιο αποδοτική χρήση των πόρων μηκών κύματος. Στα [15], [16] μελετήθηκε ένα νέο σχήμα δέσμευσης, βασισμένο στο JET, στο οποίο διαφορετικοί χρόνοι offset ανατίθενται σε ριπές με διαφορετικές απαιτήσεις ποιότητας υπηρεσίας (QoS), όπου το QoS νοείται ως πιθανότητα μπλοκαρίσματος ριπής.

- Επίλυση συγκρούσεων.** Στην OBS, όταν σχήματα μονομερούς δέσμευσης (π.χ. JIT, JET και Horizon) υιοθετούνται, είναι πιθανό δύο ριπές να συναγωνίζονται για την ίδια πόρτα εξόδου, συνεπώς μπορεί να προκύψουν συγκρούσεις. Για την επίλυση αυτών των συγκρούσεων ένας μεταγωγέας έχει πολλές επιλογές: Χρήση FDLs για την αποθήκευση μίας εκ των ριπών, μεταγωγή της ριπής μέσω μίας άλλης πόρτας (deflection), μεταγωγή της ριπής σε άλλο μήκος κύματος (χρησιμοποιώντας μετατροπή μήκους κύματος) ή απόρριψη της μιας ριπής. Όταν δύο ριπές συγκρούονται και αποφασίζεται η απόρριψη μιας εξ αυτών, ο μεταγωγέας μπορεί να απορρίψει μέρος αυτής, είτε το αρχικό, είτε το τελικό, και όχι ολόκληρη τη ριπή. Αυτό ονομάζεται κατάτμηση ριπών [17], [18], ή μεταγωγή σύνθετων οπτικών ριπών (OCBS) [19]. Μια άλλη προσέγγιση είναι η ελαχιστοποίηση της εμφάνισης συγκρούσεων χρησιμοποιώντας μηχανισμούς ελέγχου κίνησης στις πηγές [20].
- Συγκέντρωση ριπών.** Μία οπτική ριπή συνήθως περιέχει ένα πλήθος πακέτων χρήστη (όπως τα πακέτα IP). Έτσι, οι αλγόριθμοι για τη συγκέντρωση κίνησης είναι πολύ σημαντικοί, καθώς καθορίζουν τη μορφή της κίνησης στο επίπεδο των ριπών. Το [21] προτείνει έναν απλό αλγόριθμο συγκέντρωσης, ο οποίος μειώνει την αυτό-ομοιότητα (self-similarity) της κίνησης σε ένα IP δίκτυο κορμού. Το [22] προτείνει τρεις αλγορίθμους συγκέντρωσης και τα αποτελέσματα δείχνουν ότι η συγκέντρωση κίνησης μπορεί να μειώσει την αυτό-ομοιότητα της κίνησης, συνεπώς και τις συγκρούσεις σε ένα δίκτυο κορμού και να κάνει την κίνηση TCP ομαλότερη σε συντομότερες κλίμακες χρόνου.
- Μοντέλο δικτύου και εκτίμηση της επίδοσης.** Καθώς μία ριπή ενδέχεται να περιέχει αρκετά πακέτα χρήστη, η απώλεια μιας ριπής είναι κρίσιμη στα δίκτυα OBS και μπορεί να έχει ως αποτέλεσμα σημαντικά προβλήματα στα ανώτερα στρώματα, π.χ. πακέτα TCP εκτός σειράς. Η επίδοση των δικτύων OBS σε σχέση με την πιθανότητα απώλειας ριπής έχει μελετηθεί εκτενώς [4], [23], [24], [15], [25], [26], [16] χρησιμοποιώντας είτε προσομοίωση, είτε απλά αναλυτικά μοντέλα. Μία πόρτα εξόδου ενός κόμβου OBS αναλύεται υποθέτοντας αφίξεις Poisson και καθόλου ενταμίευση στα [24], [25], [15], [26]. Κάτω από αυτές τις παραδοχές, μία πόρτα εξόδου μπορεί να μοντελοποιηθεί με ένα πεπερασμένο πλήθος εξυπηρετητών (servers) χωρίς ουρές, καθένας από τους οποίους αναπαριστά ένα μήκος κύματος. Με αυτόν τον τρόπο, η πιθανότητα να απορριφθεί μία ριπή που απευθύνεται σε αυτή την πόρτα εξόδου μπορεί να ληφθεί με χρήση της φόρμουλας Erlang-B. Χρησιμοποιώντας ένα μοντέλο Poisson, το [27] αναλύει την πιθανότητα μπλοκαρίσματος ριπής ολόκληρου του δικτύου και το [28] αναλύει την πιθανότητα μπλοκαρίσματος ριπής όταν υιοθετείται δρομολόγηση εκτροπής (deflection routing). Μία πόρτα εξόδου μπορεί επίσης να αναπαρασταθεί από μια ουρά M/M/m/K με την υπόθεση αφίξεων Poisson και χρήσης ενταμιευτών [4], [16], όπου m είναι το πλήθος των μηκών κύματος και K-m είναι ο ρυθμός του ενταμιευτή. Ένα μοντέλο για

πολλαπλές κλάσεις ριπών αναπτύσσεται στο [23]. Τα [21], [14] μελετούν τη συγκεντρωμένη κίνηση για μοντέλα αφίξεων ριπών και κατανομές μεγέθους ριπών διάφορα από την κατανομή Poisson και την εκθετική αντίστοιχα, ενώ η μορφοποίηση (shaping) της κίνησης στα άκρα του δικτύου μελετήθηκε στα [24], [26]. Για να αποδοθεί η αυτο-ομοιότητα της εκρηκτικής κίνησης, η κατανομή Pareto χρησιμοποιείται ευρύτατα στις προσομοιώσεις, για παράδειγμα στο [20]. Ένα άλλο μοντέλο, μία Μακροβιανή διαδικασία αφίξεων τριών καταστάσεων μελετήθηκε στα [29], [30] και σχεδιάστηκαν αλγόριθμοι για θεωρητική ανάλυση.

- Προστασία και αποκατάσταση.** Υπάρχουν πολλές μελέτες πάνω στην προστασία των δικτύων δρομολόγησης μηκών κύματος με μεταγωγή κυκλώματος. Ωστόσο, υπάρχουν ελάχιστες δουλιές πάνω στην προστασία δικτύων OBS. Η αναφορά [31] αναλύει την «επιβιωσιμότητα» της OBS στην περίπτωση αστοχίας μίας ζεύξης, μελετώντας την ποιότητα υπηρεσίας όσον αφορά την πιθανότητα μπλοκαρίσματος ριπών καθώς και τη μέγιστη αύξηση της καθυστέρησης χρονοδρομολόγησης ριπών κατά την αστοχία. Το [32] πρότεινε μία χρονοδρομολόγηση για κόμβους OBS, η οποία επανορθώνει την κατάσταση μετά από αστοχίες, ενώ το [33] επέκτεινε την προστασία «1 + 1» των δικτύων δρομολόγησης μηκών κύματος στην OBS.



Σχήμα 3.1: Ένα δίκτυο OBS.

3.3 Παράδειγμα δικτύου OBS

Θεωρούμε ένα δίκτυο OBS το οποίο αποτελείται από μεταγωγείς ριπών (τους οποίους θα αποκαλούμε απλά κόμβους OBS) που διασυνδέονται μέσω αμφίδρομων οπτικών ζευξιών, όπως φαίνεται στο Σχήμα 3.1. Οι χρήστες προσκολλώνται στους ακραίους μεταγωγείς του δικτύου OBS, επίσης χρησιμοποιώντας αμφίδρομες οπτικές ζεύξεις. Υποθέτουμε ότι όλες οι οπτικές ζεύξεις, περιλαμβάνοντας τις ζεύξεις μεταξύ μεταγωγέων, καθώς και τις ζεύξεις μεταξύ χρηστών και ακραίων μεταγωγέων, υποστηρίζουν το ίδιο σύνολο $W + 1$ μηκών κύματος σε κάθε κατεύθυνση. Ένα μήκος κύματος χρησιμοποιείται για τη μετάδοση πακέτων ελέγχου και τα υπόλοιπα W μήκη κύματος χρησιμοποιούνται για τη μετάδοση ριπών δεδομένων. Υποθέτουμε ότι ένας χρήστης είναι σε θέση να μεταδίδει και να λαμβάνει σε οποιοδήποτε από αυτά τα $W + 1$ μήκη κύματος ταυτόχρονα. Με άλλα λόγια, υποθέτουμε ότι οι χρήστες είναι εξοπλισμένοι με $W + 1$ ζεύγη οπτικών πομποδεκτών, καθένα από τα οποία είναι σταθερά συντονισμένο σε ένα από τα μήκη κύματος. Θα πρέπει να σημειώσουμε εδώ ότι ο όρος «χρήστης» στην OBS δε σημαίνει ένα τερματικό ή έναν PC, τα οποία μπορούν να στέλνουν πακέτα σε ένα δρομολογητή. Αναφέρεται σε μία συσκευή η οποία δέχεται πακέτα από τερματικά και στη συνέχεια τα συγκεντρώνει σε ριπές. Αυτό συμβαίνει γιατί μία ριπή είναι συχνά πολύ μεγαλύτερη από ένα πακέτο IP, ή ένα πακέτο, πλαίσιο ή δεδομενογράφημα άλλων δικτύων τα οποία η OBS υποστηρίζει.

Ας θεωρήσουμε έναν κόμβο OBS στο δίκτυο και έστω P το πλήθος των θυρών εισόδου και εξόδου του κόμβου. Κάθε θύρα (εισόδου ή εξόδου) συνδέεται με μία οπτική ζεύξη η οποία συνδέει τον κόμβο με άλλους κόμβους OBS στο δίκτυο, ή με χρήστες που μεταδίδουν ριπές. Κάθε κόμβος OBS στο δίκτυο αποτελείται από δύο βασικά μέρη:

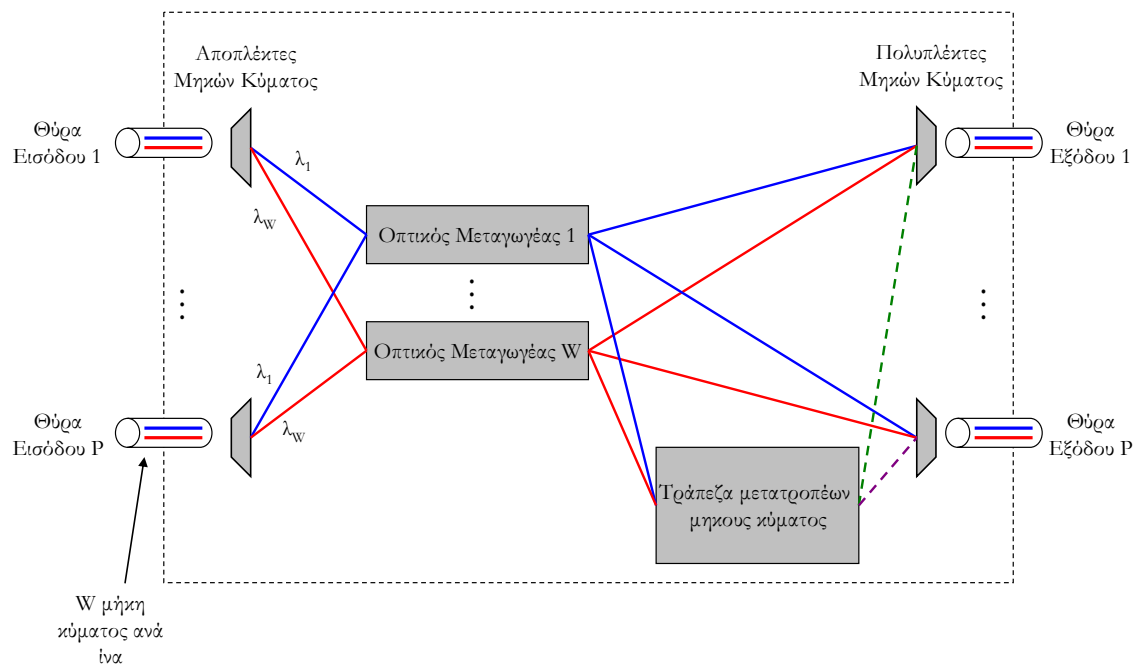
1. Μία *μηχανή σηματοδοσίας* η οποία υλοποιεί το πρωτόκολλο σηματοδοσίας της OBS και σχετικές λειτουργίες προώθησης και ελέγχου. Για την αποφυγή στενωπών στο επίπεδο ελέγχου θεωρούμε ότι η μηχανή σηματοδοσίας υλοποιείται σε υλικό.
2. Έναν οπτικό διασυνδετή (optical cross-connect - OXC), ο οποίος εκτελεί τη μεταγωγή των ριπών από την είσοδο στην έξοδο. Το Σχήμα 3.2 δείχνει την αρχιτεκτονική OXC που θεωρούμε.

Σε όλο το κείμενο κάνουμε τη θεώρηση ότι οι κόμβοι δε χρησιμοποιούν οπτικούς ενταμιευτές (π.χ. fiber delay lines – FDLs). Συνεπώς, οι ριπές που δεν μπορούν να μεταχθούν απορρίπτονται.

Ενώ τα μήκη κύματος ριπών μεταγονται οπτικά στους κόμβους OBS, το μήκος κύματος σηματοδοσίας πάντα τερματίζεται σε κάθε κόμβο, η πληροφορία που μεταφέρει μετατρέπεται σε ηλεκτρονική μορφή και το σήμα που προκύπτει δίνεται στη μηχανή σηματοδοσίας. Αυτή αποκωδικοποιεί το ηλεκτρονικό σήμα και επεξεργάζεται κάθε εισερχόμενο μήνυμα χρησιμοποιώντας τους κατάλληλους κανόνες (π.χ. τις

μηχανές πεπερασμένων καταστάσεων [34] του πρωτοκόλλου JΠ). Η επεξεργασία ενός μηνύματος σηματοδοσίας μπορεί να περιλαμβάνει μία ή περισσότερες ενέργειες, όπως:

- Τον καθορισμό του μεταγωγέα του επόμενου βήματος (hop) για μία ριπή. Υποθέτουμε ότι η μηχανή σηματοδοσίας εκτελεί μία αναζήτηση ενός πίνακα προώθησης για να καθορίσει τον μεταγωγέα του επόμενου βήματος για μία ριπή (και το σχετιζόμενο μήνυμα *setup*). Ο πίνακας προώθησης διατηρείται και ανανεώνεται από ένα πρωτόκολλο δρομολόγησης το οποίο δε μας αφορά στο παρόν κείμενο.
- Την προώθηση των μηνυμάτων σηματοδοσίας σε προς-τα-πάνω (upstream) ή προς-τα-κάτω (downstream) κόμβους.
- Τη ρύθμιση των στοιχείων μεταγωγής OXC ώστε να μεταγούν οπτικά ριπές από μία θύρα εισόδου σε μία θύρα εξόδου. Η ρύθμιση των OXCs επιτυγχάνεται μέσω του ελεγκτή κυκλώματος μεταγωγής, ο οποίος επιθεωρεί την κατάσταση των ζευγών: μήκος κύματος-θύρα. Αν υιοθετείται η άμεση δέσμευση, οι OXCs δε δεσμεύονται για μελλοντικές ριπές, δε γίνεται καμία χρονοδρομολόγηση στον κόμβο OBS και ο πίνακας διασύνδεσης είναι πολύ απλός, όπως φαίνεται στο Σχήμα 3.2. Διαφορετικά, περίπλοκη χρονοδρομολόγηση καναλιών πρέπει να εκτελεστεί.
- Ο χειρισμός εξαιρέσεων.



Σχήμα 3.2: Ένας RxP OXC με διαμοιραζόμενη τράπεζα μετατροπών μήκους κύματος.

Το Σχήμα 3.2 δείχνει το λογικό διάγραμμα ενός OXC με P θύρες εισόδου, P θύρες εξόδου και W μήκη κύματος ριπών ανά ίνα. Σε κάθε θύρα εισόδου, το εισερχόμενο οπτικό σήμα αποπλέκεται στα μεμονωμένα μήκη κύματος του, τα οποία μετά παραδίδονται σε οπτικούς μεταγωγείς. Ο OXC έχει W οπτικούς μεταγωγείς, έναν για κάθε μήκος κύματος ριπών. Υποθέτουμε ότι κάθε οπτικός μεταγωγέας αποτελείται από ένα κύκλωμα μεταγωγής διαίρεσης χώρου χωρίς συγκρούσεις, χωρίς οπτικούς ενταμιευτές.

Το κύκλωμα μεταγωγής μπορεί να χρησιμοποιεί διατάξεις μικρο-καθρεπτών MEMS ως στοιχεία OXC [35], ή μπορεί να διαθέτει κάποια άλλη κατάλληλη τεχνολογία μεταγωγής. Ο OXC μπορεί να παρέχει δυνατότητα μετατροπής μήκους κύματος. Σε αυτή την περίπτωση, θεωρούμε ότι ο OXC είναι εξοπλισμένος με μία «τράπεζα» μετατροπέων μήκους κύματος, η οποία αποτελείται από C μετατροπείς. Κάθε μετατροπέας είναι ικανός να ολισθήσει οποιοδήποτε από τα W εισερχόμενα μήκη κύματος σε οποιοδήποτε από τα W εξερχόμενα μήκη κύματος. Η τράπεζα των μετατροπέων είναι μοιραζόμενη μεταξύ όλων των θυρών εξόδου, όπως φαίνεται στο Σχήμα 3.2, καθώς αυτή η αρχιτεκτονική έχει αποδειχθεί ότι παρέχει καλές επιδόσεις με μικρό κόστος.

Για να περιγραφεί η λειτουργία μεταγωγής του OXC, ας θεωρήσουμε ένα μήνυμα *setup* που φτάνει σε κάποιο κόμβο OBS και ανακοινώνει την επερχόμενη άφιξη μίας ριπής σε κάποιο μήκος κύματος w στη θύρα εισόδου x . Η μηχανή σηματοδότησης ελέγχει τον πίνακα προώθησης της και καθορίζει τη θύρα εξόδου, έστω y , για τη ριπή. Στη συνέχεια συμβουλευεται τον πίνακα διασύνδεσης για να καθορίσει την κατάσταση του μήκους κύματος w στη θύρα εξόδου y . Αν το μήκος κύματος είναι ελεύθερο, δίνει εντολή στον ελεγκτή κυκλώματος μεταγωγής να εκτελέσει μία σύνδεση από τη θύρα εισόδου x στη θύρα εξόδου y στο μήκος κύματος w και ενημερώνει τον πίνακα διασύνδεσης. Σαν αποτέλεσμα, ο οπτικός μεταγωγέας που αντιστοιχεί στο μήκος κύματος w απευθείας μετάγει την εισερχόμενη ριπή (π.χ. ανυψώνοντας τον κατάλληλο μικρο-καθρέπτη) από την είσοδο στην έξοδο.

Ας θεωρήσουμε τώρα την περίπτωση όπου το μήκος κύματος w στη θύρα εξόδου y είναι απασχολημένο με τη μετάδοση κάποιας άλλης ριπής. Αν ο OXC δεν προσφέρει δυνατότητα μετατροπής μήκους κύματος, τότε η νέα ριπή που έρχεται στη θύρα x απορρίπτεται. Ας θεωρήσουμε τώρα ο OXC είναι εξοπλισμένος με μία τράπεζα C μεταγωγέων που μοιράζονται μεταξύ των θυρών εξόδου, όπως απεικονίζεται στο Σχήμα 3.2. Σε αυτή την περίπτωση, ελέγχεται η κατάσταση των μετατροπέων. Αν όλοι οι μετατροπείς χρησιμοποιούνται από άλλες ριπές, ή αν όλα τα μήκη κύματος της θύρας εξόδου y είναι κατειλημμένα, τότε η νέα ριπή απορρίπτεται. Διαφορετικά, έστω w_0 ένα μήκος κύματος που είναι ελεύθερο στην πόρτα εξόδου y . Τότε, ο ελεγκτής κυκλώματος μεταγωγής δίνει εντολή στον οπτικό μεταγωγέα που αντιστοιχεί στο μήκος κύματος w να μετάγει την είσοδο x στην τράπεζα μεταγωγέων. Ένας από τους ελεύθερους μεταγωγείς μετατρέπει το εισερχόμενο σήμα στο μήκος κύματος w_0 και στη συνέχεια το σήμα μετάγεται στην επιθυμητή θύρα εξόδου y .

Στη συνέχεια αναλύονται τρεις σημαντικές παράμετροι που θα χρησιμοποιηθούν πολύ στη συνέχεια του κειμένου.

- Με T_{OXC} συμβολίζεται ο χρόνος που χρειάζεται ο OXC για να ρυθμίσει το κύλιωμα μεταγωγής του ώστε να εγκαταστήσει μία σύνδεση από μία θύρα εισόδου σε μία θύρα εξόδου. Με άλλα λόγια, T_{OXC} είναι η καθυστέρηση που μεσολαβεί από τη στιγμή που ο OXC λαμβάνει μία εντολή από τη μηχανή σηματοδότησης για να εγκαταστήσει μία σύνδεση από μία θύρα εισόδου σε μία θύρα εξόδου, ως τη στιγμή που το κατάλληλο μονοπάτι μέσα στον οπτικό μεταγωγέα είναι έτοιμο και μπορεί να χρησιμοποιηθεί για τη μεταγωγή μίας ριπής. Αυτή η καθυστέρηση περιλαμβάνει τη ρύθμιση των στοιχείων οπτικής μεταγωγής μέσα στον OXC, π.χ. η ανύψωση ενός μικρο-καθρέπτη στην περίπτωση ενός μεταγωγέα MEMS. Εδώ θα υποθέσουμε ότι η καθυστέρηση ρύθμισης είναι ανεξάρτητη από το ζεύγος θυρών εισόδου/εξόδου που πρέπει να συνδεθούν, όπως επίσης και από την κατάσταση του οπτικού μεταγωγέα τη στιγμή που πρέπει να γίνει η σύνδεση. Αυτή η υπόθεση ισχύει για τεχνολογίες μεταγωγής υπό ανάπτυξη, όπως και για τις διατάξεις καθρεφτών MEMS που έχουν αναφερθεί. Έτσι, ο T_{OXC} θα θεωρείται σταθερός από εδώ και στο εξής.
- $T_{setup}(X)$ είναι ο χρόνος που χρειάζεται ένας κόμβος OBS για να επεξεργαστεί το μήνυμα *setup* με το σχήμα δέσμησης X , όπου το X μπορεί να είναι οποιοδήποτε από τα JIT, JET ή Horizon. Καθώς, όπως θα εξηγηθεί παρακάτω, τα διάφορα σχήματα δέσμησης έχουν διαφορετικές απαιτήσεις επεξεργασίας και χρονοδρομολόγησης, ο χρόνος αυτός είναι συνάρτηση του σχήματος δέσμησης που χρησιμοποιείται. Ωστόσο, για ένα δεδομένο σχήμα X , θεωρούμε ότι ο $T_{setup}(X)$ είναι σταθερός για όλες τις ριπές. Αυτή είναι μία λογική υπόθεση καθώς η επεξεργασία των μηνυμάτων σηματοδότησης θα εκτελείται πιθανότατα σε υλικό και συνεπώς ο χρόνος επεξεργασίας μπορεί να είναι φραγμένος.
- $T_{offset}(X)$ είναι η τιμή *offset* μίας ριπής με χρήση του σχήματος δέσμησης X . Είναι ο χρόνος κατά τον οποίο η άφιξη του μηνύματος σηματοδότησης σε ένα μεταγωγέα (για τη δέσμηση) μίας ριπής προηγείται της άφιξης των δεδομένων. Η τιμή *offset* εξαρτάται από (1) το πρωτόκολλο OBS, (2) το πλήθος των κόμβων που η ριπή έχει ήδη διασχίσει (καθώς η τιμή *offset* μειώνεται ενώ η ριπή προχωρά μέσα στο δίκτυο) και (3) άλλους παράγοντες, όπως το αν η τιμή *offset* χρησιμοποιείται για διαφοροποίηση υπηρεσίας ή έλεγχο συμφόρησης [16]. Αυτό που πρέπει κυρίως να ληφθεί υπόψη κατά τον υπολογισμό της τιμής *offset*, είναι να διασφαλιστεί ότι το πρώτο bit της ριπής φτάνει στον προορισμό λίγο αργότερα από τη στιγμή που ο κόμβος είναι έτοιμος να το δεχθεί (δηλαδή αμέσως αφότου ο προορισμός έχει επεξεργαστεί το μήνυμα *setup* που ανακοίνωνε τη ριπή). Η καθυστέρηση μεταξύ του μηνύματος *setup* και του πρώτου bit της ριπής μειώνεται καθώς και τα δύο προχωρούν κατά μήκος του μονοπατιού προς τον προορισμό. Αυτό συμβαίνει επειδή το μήνυμα *setup* συναντά

καθυστερήσεις επεξεργασίας σε κάθε κόμβο OBS της διαδρομής, ενώ η ριπή ταξιδεύει μόνο στο οπτικό πεδίο. Επιπλέον, πρέπει να ληφθεί υπόψη και η καθυστέρηση ρύθμισης T_{OXC} στον τελευταίο OXC του μονοπατιού.

Έστω k το πλήθος των κόμβων OBS στο μονοπάτι μίας ριπής, από την πηγή ως τον προορισμό. Βάσει των παραπάνω παρατηρήσεων, είναι εύκολο να δούμε ότι η ελάχιστη τιμή *offset* για να εξασφαλιστεί ότι η ριπή θα φτάσει στον προορισμό αμέσως μετά από την επεξεργασία του μηνύματος *setup* ισούται με:

$$T_{offset}^{\min}(X) = k \cdot T_{setup}(X) + T_{OXC} \quad (3.1)$$

Σημειώνουμε ότι η πραγματική τιμή *offset* μπορεί να είναι οποιαδήποτε πάνω από την ελάχιστη που δίνεται από την παραπάνω σχέση.

3.4 Σχήματα δέσμευσης μηκών κύματος για κόμβους OBS

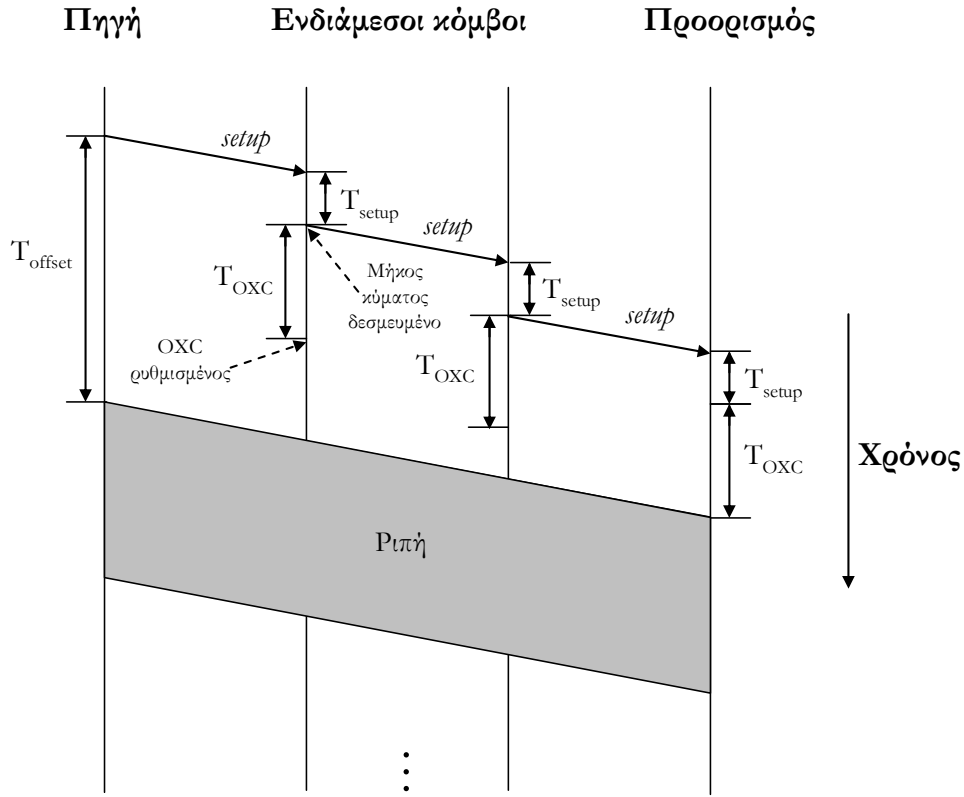
Τα διάφορα πρωτόκολλα σηματοδοσίας OBS που έχουν εμφανιστεί στη βιβλιογραφία μπορούν γενικά να ταξινομηθούν βάσει: (1) του σχήματος δέσμευσης που χρησιμοποιείται για την κατακράτηση πόρων (μηκών κύματος) για ριπές, (2) της μεθόδου με την οποία υπολογίζεται η τιμή *offset* (και το σκοπό που αυτή εξυπηρετεί) και (3) τον τρόπο με τον οποίο επιτελείται ο έλεγχος στο δίκτυο (κατανεμημένα ή κεντρικά).

Ο τρόπος με τον οποίο τα μήκη κύματος εξόδου δεσμεύονται για ριπές είναι ένας από τους κύριους παράγοντες διαφοροποίησης μεταξύ των παραλλαγών της OBS. Διακρίνουμε δύο τύπους δέσμευσης: *άμεση* και *καθυστερημένη*. Για απλότητα, στα παρακάτω θα χρησιμοποιούμε το συμβολισμό T_{offset} και T_{setup} χωρίς να καθορίζουμε το σχήμα δέσμευσης X , όπου αυτό είναι φανερό από τα συμφραζόμενα.

3.4.1 Άμεση δέσμευση (JIT)

Η άμεση δέσμευση, χαρακτηριστικό παράδειγμα της οποίας είναι η οικογένεια πρωτοκόλλων OBS Just-In-Time (JIT) [5], [10], λειτουργεί ως εξής:

Ένα μήκος κύματος εξόδου δεσμεύεται για μία ριπή αμέσως μετά από την άφιξη του αντίστοιχου μηνύματος setup. Αν ένα μήκος κύματος δεν μπορεί να δεσμευτεί εκείνη τη στιγμή, τότε το μήνυμα setup απορρίπτεται, όπως και η αντίστοιχη ριπή.

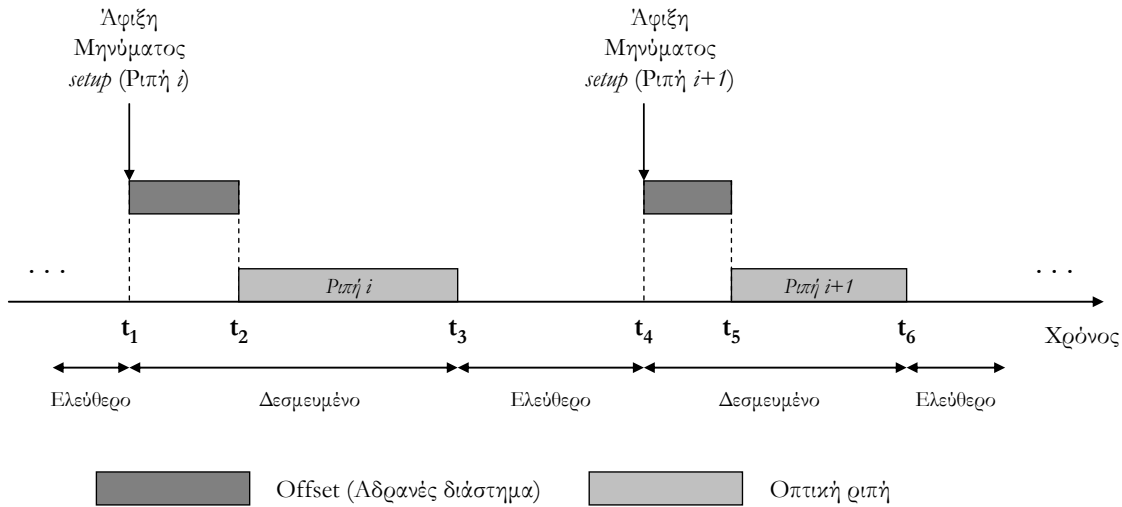


Σχήμα 3.3: Άμεση δέσμευση μήκους κύματος

Απεικονίζουμε τη λειτουργία του JIT στο Σχήμα 3.3. Έστω t ο χρόνος που ένα μήνυμα *setup* καταφθάνει σε κάποιο κόμβο OBS κατά μήκος του μονοπατιού προς τον προορισμό. Όπως δείχνει το σχήμα, αφού η επεξεργασία του μηνύματος *setup* έχει ολοκληρωθεί, στο χρόνο $t + T_{setup}$, ένα μήκος κύματος δεσμεύεται άμεσα για την επερχόμενη ριπή και αρχικοποιείται η διαδικασία ρύθμισης του κυκλώματος μεταγωγής OXC ώστε να μεταχθεί η ριπή. Όταν η διαδικασία αυτή έχει εκτελεστεί, κατά το χρόνο $t + T_{setup} + T_{OXC}$, ο OXC είναι πλέον έτοιμος να δεχθεί τη ριπή.

Ας σημειωθεί ότι, από τον ορισμό του *offset*, η ριπή δεν πρόκειται να φτάσει στον υπό συζήτηση κόμβο OBS νωρίτερα από τη χρονική στιγμή $t + T_{offset}$. Ως αποτέλεσμα, το μήκος κύματος που έχει ανατεθεί στη ριπή παραμένει αδρανές για ένα χρονικό διάστημα ίσο με $T_{offset} - T_{setup} - T_{OXC}$. Επίσης σημειώνουμε ότι η τιμή *offset* μειώνεται κατά μήκος της διαδρομής προς τον προορισμό. Συνεπώς, όπως δείχνει το σχήμα, όσο βαθύτερα μέσα στο δίκτυο βρίσκεται τοποθετημένος ένας κόμβος, τόσο μικρότερο είναι το χρονικό διάστημα αδράνειας μεταξύ της στιγμής που ο OXC έχει ρυθμιστεί και της άφιξης της ριπής.

Το Σχήμα 3.4 δίνει μία άλλη οπτική του πώς δουλεύει η άμεση δέσμευση, θεωρώντας τη λειτουργία ενός μοναδικού μήκους κύματος εξόδου ενός κόμβου OBS. Κάθε τέτοιο μήκος κύματος μπορεί να βρίσκεται σε μία από δύο πιθανές καταστάσεις: *δεσμευμένο* ή *ελεύθερο*. Το Σχήμα 3.4 δείχνει δύο διαδοχικές ριπές, i και $i+1$, οι οποίες *μεταδίδονται επιτυχώς* στο ίδιο μήκος κύματος εξόδου. Το σχήμα δεν δείχνει ριπές που έχουν πιθανώς απορριφθεί επειδή κατέφθασαν μεταξύ των δύο επιτυχών ριπών.



Σχήμα 3.4: Λειτουργία και διαδικασία αφίξεων ενός μήκους κύματος με άμεση δέσμευση (JIT).

Όπως μπορούμε να δούμε στο Σχήμα 3.4, το μήνυμα *setup* που αντιστοιχεί στην i -οστή ριπή καταφθάνει στο μεταγωγέα τη χρονική στιγμή t_1 , οπότε και θεωρούμε ότι το μήκος κύματος είναι *ελεύθερο*. Αυτό το μήνυμα γίνεται αποδεκτό από το μεταγωγέα, η κατάσταση του μήκους κύματος γίνεται *ελεύθερο* και, έπειτα από ένα χρονικό διάστημα ίσο με την τιμή *offset*, το πρώτο bit της οπτικής ριπής φτάνει στο μεταγωγέα, τη χρονική στιγμή t_2 . Το τελευταίο bit της ριπής φτάνει στο μεταγωγέα τη χρονική στιγμή t_3 , οπότε και η κατάσταση του μήκους κύματος ενημερώνεται σε *ελεύθερο*. Να σημειωθεί ότι τυχόν νέο μήνυμα *setup* που καταφθάνει μεταξύ t_1 και t_3 , που η κατάσταση του μήκους κύματος είναι *δεσμευμένο* απορρίπτεται από τη μεταγωγέα, καθώς το μήκος κύματος δεν μπορεί να δεσμευτεί άμεσα για τη νέα ριπή. Το μήκος του διαστήματος $t_3 - t_1$, κατά τη διάρκεια του οποίου νέα μηνύματα *setup* απορρίπτονται, ισούται με το άθροισμα της τιμής *offset* συν τη διάρκεια της ριπής i .

Ας υποθέσουμε τώρα ότι το επόμενο μήνυμα *setup* για αυτό το μήκος κύματος καταφθάνει στο μεταγωγέα τη χρονική στιγμή $t_4 > t_3$, ενόσω το μήκος κύματος είναι ακόμα *ελεύθερο*. Συνεπώς, η ριπή που αντιστοιχεί σε αυτό το μήνυμα γίνεται η $i+1$ -οστή ριπή που *αναχωρεί επιτυχώς* σε αυτό το μήκος κύματος. Να σημειωθεί ότι αυτή η ριπή δεν είναι απαραίτητα η $i+1$ -οστή που *καταφθάνει*, καθώς κάποια

μηνύματα *setup* ενδέχεται να έχουν απορριφθεί από το μεταγωγέα πριν από τη χρονική στιγμή t_3 . Μετά από ένα χρονικό διάστημα ίσο με την τιμή *offset*, η ριπή καταφθάνει τη χρονική στιγμή t_5 και η μετάδοσή της τελειώνει τη χρονική στιγμή t_6 , οπότε το μήκος κύματος ξαναγίνεται *ελεύθερο*.

Όπως δείχνει το Σχήμα 3.4, η λειτουργία ενός μήκους κύματος με άμεση δέσμευση είναι απλή. Ο χρόνος στο μήκος κύματος χωρίζεται σε περιόδους κατά τη διάρκεια των οποίων το μήκος κύματος είναι *δεσμευμένο*, οι οποίες ακολουθούνται από περιόδους κατά τις οποίες είναι *ελεύθερο*. Το μήκος μίας δεσμευμένης περιόδου είναι ίσο με τη διάρκεια της ριπής συν την αντίστοιχη τιμή *offset*, ενώ το μήκος μίας ελεύθερης περιόδου ισούται με το χρόνο που μεσολαβεί μέχρι την άφιξη του επόμενου μηνύματος *setup*. Επίσης, η εξυπηρέτηση σε κάθε μήκος κύματος είναι «first-come, first-served» (FCFS), με την έννοια ότι οι ριπές εξυπηρετούνται με τη σειρά με την οποία τα αντίστοιχα μηνύματα *setup* τους καταφθάνουν στο μεταγωγέα.

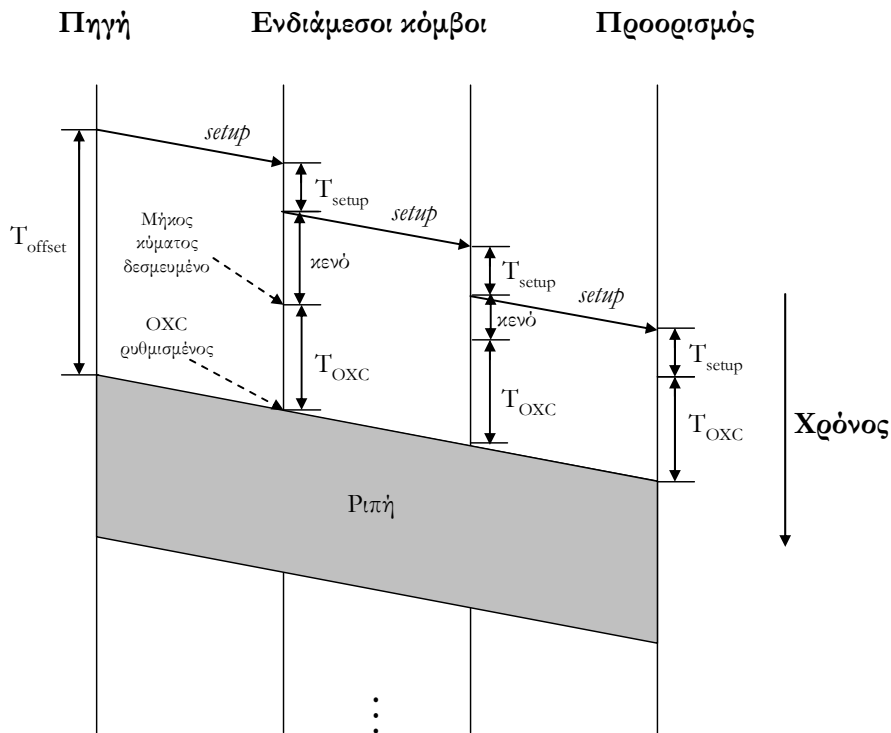
3.4.2 Καθυστερημένη δέσμευση

Τα πρωτόκολλα Horizon [4] και Just-Enough-Time (JET) [3], [16] χρησιμοποιούν ένα σχήμα καθυστερημένης δέσμευσης που λειτουργεί ως εξής:

Ένα μήκος κύματος εξόδου δεσμεύεται για μία ριπή αμέσως πριν από την άφιξη του πρώτου bit της ριπής. Αν με την άφιξη του μηνύματος setup εξακριβωθεί ότι κανένα μήκος κύματος δεν μπορεί να δεσμευτεί τον κατάλληλο χρόνο, τότε το μήνυμα setup απορρίπτεται, όπως και η αντίστοιχη ριπή.

Το Σχήμα 3.5 απεικονίζει τη λειτουργία της καθυστερημένης δέσμευσης. Ας υποθέσουμε και πάλι ότι ένα μήνυμα *setup* καταφθάνει σε έναν κόμβο OBS τη χρονική στιγμή t , οπότε το πρώτο bit της αντίστοιχης ριπής αναμένεται να αφιχθεί τη χρονική στιγμή $t + t_{offset}$. Υποθέτοντας ότι η ριπή μπορεί να γίνει αποδεκτή, το μήνυμα *setup* δεσμεύει ένα μήκος κύματος για τη ριπή, ξεκινώντας από τη χρονική στιγμή $t' = t + T_{offset} - T_{OXC}$. Όπως φαίνεται στο σχήμα, κατά τη χρονική στιγμή t' ο κόμβος OBS δίνει εντολή στο κύκλωμα μεταγωγής OXC του να ρυθμίσει τα στοιχεία μεταγωγής ώστε να μεταφερθεί η ριπή, και αυτή η λειτουργία ολοκληρώνεται ακριβώς πριν από την άφιξη του πρώτου bit της ριπής. Έτσι, ενώ τα πρωτόκολλα άμεσης δέσμευσης επιτρέπουν μόνο μία εκκρεμούσα δέσμευση για κάθε μήκος κύματος εξόδου, τα σχήματα καθυστερημένης δέσμευσης επιτρέπουν σε πολλαπλά μηνύματα *setup* να κάνουν μελλοντικές δεσμεύσεις σε ένα δεδομένο μήκος κύματος (με την προϋπόθεση, φυσικά, ότι αυτές οι δεσμεύσεις, ή αλλιώς οι αντίστοιχες ριπές, δεν επικαλύπτονται χρονικά). Σημειώνουμε επίσης ότι, όποτε μία ριπή γίνεται αποδεκτή, το μήκος κύματος εξόδου δεσμεύεται για ένα χρονικό διάστημα ίσο με τη διάρκεια της ριπής συν T_{OXC} , ώστε να ληφθεί υπόψη ο χρόνος ρύθμισης OXC.

Όπως μπορούμε να δούμε στο Σχήμα 3.5, ένα κενό δημιουργείται στο μήκος κύματος εξόδου, μεταξύ της χρονικής στιγμής $t + t_{setup}$, οπότε η λειτουργία δέσμευσης για την επερχόμενη ριπή ολοκληρώνεται, και της χρονικής στιγμής $t' = t + T_{offset} - T_{OXC}$, οπότε το μήκος κύματος όντως δεσμεύεται για τη ριπή. Αν η τιμή *offset* T_{offset} ισούται με την ελάχιστη τιμή της σχέσης (3.1), τότε το μήκος αυτού του κενού σε κάποιο κόμβο OBS x είναι ίσο με $r \cdot t_{setup}$, όπου r είναι το πλήθος των κόμβων OBS στο μονοπάτι από τον x ως τον προορισμό της ριπής. Συνεπώς, το κενό που δημιουργείται από μία δεδομένη ριπή μειώνεται καθώς η ριπή ταξιδεύει κατά μήκος της διαδρομής της.



Σχήμα 3.5: Καθυστερημένη δέσμευση.

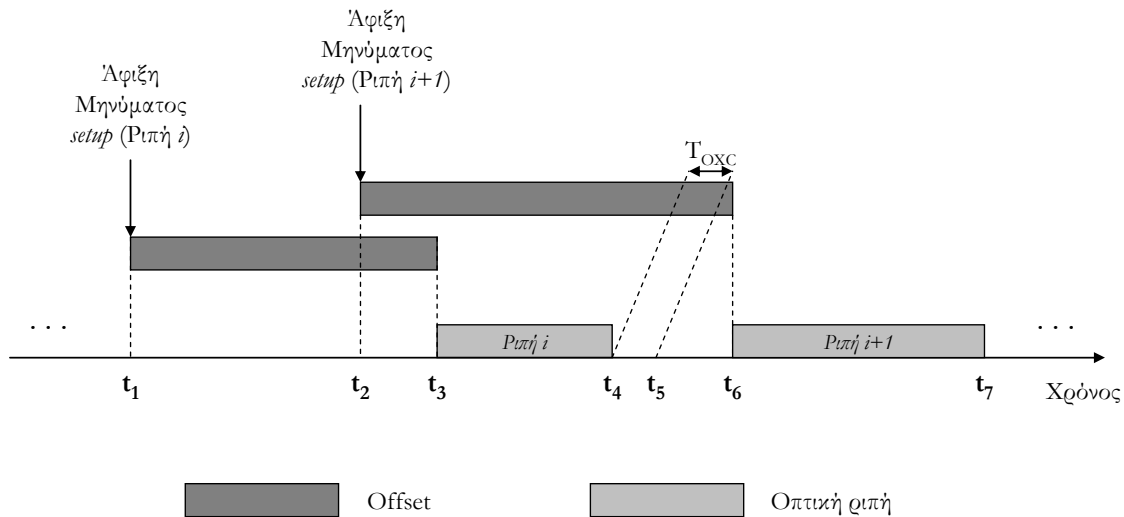
Τα σχήματα καθυστερημένης δέσμευσης μπορούν να ταξινομηθούν περαιτέρω σύμφωνα με το αν κάνουν ή όχι χρήση ειδικών αλγορίθμων χρονοδρομολόγησης ριπών σε μία προσπάθεια να αξιοποιήσουν τα κενά που δημιουργήθηκαν από προηγούμενα μηνύματα *setup*, αποστέλλοντας ριπές των οποίων τα μηνύματα *setup* καταφθάνουν αργότερα. Συνήθως, τέτοιες τεχνικές χρονοδρομολόγησης αναφέρονται ως αλγόριθμοι *συμπλήρωσης κενών*.

3.4.2.1 Καθυστερημένη δέσμευση χωρίς συμπλήρωση κενών (Horizon)

Τα σχήματα καθυστερημένης δέσμευσης, όπως το Horizon [4], τα οποία δεν εκτελούν συμπλήρωση κενών, είναι κατά κανόνα λιγότερο περίπλοκα από σχήματα με συμπλήρωση κενών, όπως το JET. Το σχήμα Horizon παίρνει το όνομά του από το γεγονός ότι κάθε μήκος κύματος σχετίζεται με έναν *χρονικό ορίζοντα* για λόγους δέσμευσης ριπών. Αυτός ο χρονικός ορίζοντας ορίζεται ως «ο νωρίτερος χρόνος μετά από τον οποίο δεν υπάρχει προγραμματισμένη χρήση του καναλιού (μήκους κύματος)». Με αυτό το σχήμα λοιπόν,

ένα μήκος κύματος εξόδου δεσμεύεται για μία ριπή μόνο αν ο χρόνος άφιξης της ριπής είναι αργότερα από το χρονικό ορίζοντα του μήκους κύματος. Αν, κατά την άφιξη του μηνύματος setup εξακριβωθεί ότι ο χρόνος άφιξης της ριπής είναι νωρίτερα από το μικρότερο χρονικό ορίζοντα οποιουδήποτε μήκους κύματος, τότε το μήνυμα setup απορρίπτεται, όπως και η αντίστοιχη ριπή.

Όταν μία ριπή χρονοδρομολογείται σε ένα δεδομένο μήκος κύματος, τότε ο χρονικός ορίζοντας του μήκους κύματος ενημερώνεται στη στιγμή αναχώρησης της ριπής συν το χρόνο ρύθμισης OXC T_{OXC} . Συνεπώς, με το Horizon, μία καινούρια ριπή μπορεί να χρονοδρομολογηθεί σε ένα μήκος κύματος αν και μόνο αν το πρώτο bit της ριπής καταφθάνει *αφότου* όλες οι ήδη χρονοδρομολογημένες ριπές σε αυτό το μήκος κύματος έχουν αναχωρήσει.



Σχήμα 3.6: Διαδικασία αναχωρήσεων ενός μήκους κύματος με καθυστερημένη δέσμευση και χωρίς συμπλήρωση κενών (Horizon)

Το Σχήμα 3.6 δείχνει δύο ριπές που μεταδίδονται διαδοχικά σε ένα δεδομένο μήκος κύματος από έναν κόμβο OBS χρησιμοποιώντας το σχήμα δέσμευσης Horizon. Το μήνυμα *setup* της ριπής i καταφθάνει στον κόμβο OBS τη χρονική στιγμή t_1 και το τελευταίο bit αυτής της ριπής φεύγει από τον κόμβο τη χρονική στιγμή t_4 . Καθώς ο OXC χρειάζεται χρόνο ίσο με T_{OXC} για να επαναρυθμίσει τα στοιχεία μεταγωγής του ώστε να εκτελέσει μία σύνδεση από μία άλλη θύρα εισόδου σε αυτό το μήκος κύματος εξόδου, καμία νέα ριπή δεν μπορεί να χρονοδρομολογηθεί σε αυτό το μήκος κύματος μέχρι τη χρονική στιγμή $t_5 = t_4 + T_{OXC}$. Έτσι, τη χρονική στιγμή t_1 , δηλαδή όταν η ριπή i γίνεται αποδεκτή, ο t_5 γίνεται ο χρονικός ορίζοντας αυτού του καναλιού.

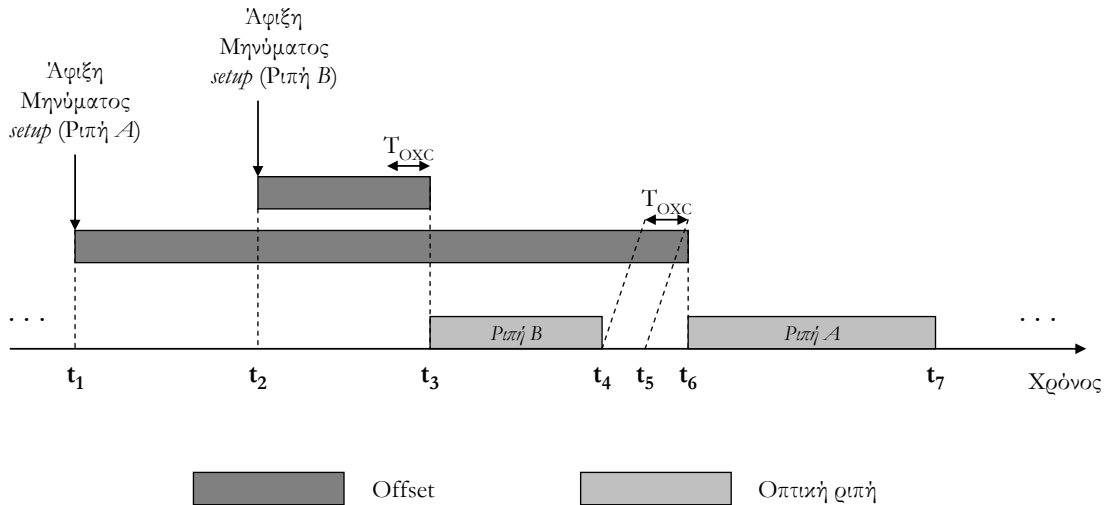
Ας υποθέσουμε τώρα ότι, όπως δείχνει το Σχήμα 3.6, το μήνυμα *setup* της ριπής $i+1$ φτάνει στον κόμβο OBS τη χρονική στιγμή $t_2 > t_1$. Ο κόμβος χρησιμοποιεί την πληροφορία μήκους *offset* που μεταφέρεται στο μήνυμα *setup* για να υπολογίσει ότι το πρώτο bit αυτής της ριπής θα αφιχθεί το χρόνο t_6 . Καθώς $t_6 > t_5$, η ριπή $i+1$ χρονοδρομολογείται για μετάδοση σε αυτό το μήκος κύματος, και ο χρονικός ορίζοντας ενημερώνεται αντίστοιχα σε $t_7 + t_{OXC}$, όπου t_7 είναι η στιγμή που τελειώνει η μετάδοση της ριπής $i+1$. Αυτό το παράδειγμα δείχνει ότι η τιμή *offset* μίας ριπής (σε αυτή την περίπτωση, της ριπής $i+1$) ενδέχεται να επικαλύπτεται με το *offset* ή/και τη μετάδοση μίας άλλης ριπής (ριπή j). Ωστόσο, οι ριπές χρονοδρομολογούνται με έναν αυστηρό FCFS τρόπο ο οποίος καθορίζεται από τη σειρά άφιξης των αντίστοιχων μηνυμάτων *setup*.

3.4.2.2 Καθυστερημένη δέσμευση με συμπλήρωση κενών (JET)

Το JET είναι το πιο γνωστό σχήμα καθυστερημένης δέσμευσης μήκους κύματος, το οποίο χρησιμοποιεί συμπλήρωση κενών. Με το JET,

ένα μήκος κύματος εξόδου δεσμεύεται για μία ριπή αν ο χρόνος άφιξης της ριπής (1) είναι αργότερα από το χρονικό ορίζοντα του μήκους κύματος, ή (2) συμπίπτει με ένα κενό στο μήκος κύματος, και το τέλος της ριπής συμβαίνει πριν από το τέλος του κενού. Αν, κατά την άφιξη του μηνύματος setup, εξακριβωθεί ότι καμία από αυτές τις συνθήκες δεν ικανοποιείται για κανένα μήκος κύματος, τότε το μήνυμα setup απορρίπτεται, όπως και η αντίστοιχη ριπή.

Να σημειωθεί ότι ριπές που γίνονται αποδεκτές επειδή οι στιγμές άφιξης και αναχώρησής τους ικανοποιούν τη συνθήκη (2) παραπάνω, θα είχαν απορριφθεί από έναν κόμβο OBS που χρησιμοποιεί το Horizon. Συνεπώς το JET αναμένεται να έχει καλύτερες επιδόσεις από το Horizon όσον αφορά την πιθανότητα απόρριψης ριπών. Από την άλλη μεριά, η συμπλήρωση κενών πρέπει να καταγράφει και να είναι σε θέση να αναζητά τους χρόνους έναρξης και τερματισμού όλων των κενών στα διάφορα μήκη κύματος, καταλήγοντας σε μία πιο περίπλοκη υλοποίηση από το Horizon και το JIT.



Σχήμα 3.7: Μη-FCFS εξυπηρέτηση ενός μήκους κύματος σε έναν κόμβο OBS με καθυστερημένη δέσμευση και συμπλήρωση κενών (JET).

Το Σχήμα 3.7 απεικονίζει τη λειτουργία συμπλήρωσης κενών του JET. Το σχήμα δείχνει δύο ριπές, *A* και *B*, οι οποίες μεταδίδονται στο ίδιο μήκος κύματος εξόδου. Το μήνυμα *setup* για τη ριπή *A* καταφθάνει πρώτο, ακολουθούμενο από το μήνυμα *setup* για τη ριπή *B*. Όπως δείχνουμε στο σχήμα, η ριπή *A* έχει ένα μεγάλο *offset*. Με την παραλαβή του μηνύματος *setup* της, ο μεταγωγέας σημειώνει την αργότερη άφιξη της ριπής *A*, αλλά δεν ξεκινά κάποια σύνδεση μέσα στο κύκλωμα μεταγωγής του. Αφότου η ριπή *A* έχει γίνει αποδεκτή, ένα κενό δημιουργείται, το οποίο είναι το χρονικό διάστημα μέχρι ο μεταγωγέας να αρχίσει να ρυθμίζει το κύκλωμα μεταγωγής του για τη ριπή *A* το χρόνο $t_6 - T_{OXC}$. Ας υποθέσουμε ότι κατά το χρόνο t_2 , όταν το μήνυμα *setup* για τη ριπή *B* καταφθάνει, καμία άλλη μετάδοση ριπής δεν έχει χρονοδρομολογηθεί μέσα σε αυτό το κενό.

Με την άφιξη του μηνύματος *setup* για τη ριπή *B* το χρόνο t_2 , ο μεταγωγέας σημειώνει ότι η ριπή *B* θα αφιχθεί πριν από την άφιξη της ριπής *A*, και εκτελεί έναν αλγόριθμο συμπλήρωσης κενών [7], [13] για να καθορίσει αν μπορεί να αποδεχθεί τη νέα ριπή. Για να αποδεχθεί τη ριπή, πρέπει να υπάρχει αρκετός χρόνος, μεταξύ του τέλους της μετάδοσης της ριπής *B* και της άφιξης της ριπής *A*, για τον μεταγωγέα ώστε να επαναρυθμίσει το κύκλωμα μεταγωγής του για να δεχθεί τη ριπή *A*. Για το σενάριο που απεικονίζεται στο Σχήμα 3.7, η ριπή *B* γίνεται αποδεκτή, και η εξυπηρέτησή της ολοκληρώνεται πριν από την έναρξη της ρύθμισης των κυκλωμάτων μεταγωγής για τη ριπή *A*. Καθώς το μήνυμα *setup* για τη ριπή *B* έφθασε μετά από το μήνυμα *setup* για τη ριπή *A*, αυτή η λειτουργία καταλήγει σε μία μη-FCFS εξυπηρέτηση των ριπών.

Βιβλιογραφία

- [1] Rajiv Ramaswami and Kumar N. Sivarajan. *Optical Networks, A Practical Perspective*. Morgan Kaufmann Publishers, 1998.
- [2] L. Xu, H. G. Perros, and G. N. Rouskas. Techniques for optical packet switching and optical burst switching. *IEEE Communications*, 39(1):136-142, January 2001.
- [3] Qiao and M. Yoo. Optical burst switching (OBS)-A new paradigm for an optical Internet. *Journal of High Speed Networks*, 8(1):69-84, January 1999.
- [4] J. S. Turner. Terabit burst switching. *Journal of High Speed Networks*, 8(1):3-16, January 1999.
- [5] Baldine, G. N. Rouskas, H. G. Perros, and D. Stevenson. JumpStart: A just-in-time signaling architecture for WDM burst-switched networks. *IEEE Communications*, 40(2):82-89, February 2002.
- [6] Baldine, M. Cassada, A. Bragg, G. Karmous-Edwards, and D. Stevenson. Just-in-time optical burst switching implementation in the ATDnet all-optical networking testbed. In *Proceedings of Globecom 2003*, 2003.
- [7] Y. Xiong, M. Vandenhouste, and H.C. Cankaya. Control architecture in optical burst switched WDM networks. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 18(10):1838-1851, October 2000.
- [8] L. Xu, H. G. Perros, and George N. Rouskas. A simulation study of optical burst switching access protocols for WDM ring networks. *Computer Networks*, 41(2):143-160, January 2003.
- [9] Arnold Bragg, Ilia Baldine, and Dan Stevenson. A transport layer architectural frame- work for optical burst switched (obs) networks. In *Proceedings of the First International Workshop on Optical Burst Switching*, October 2003.
- [10] J. Y. Wei and R. I. McFarland. Just-in-time signaling for WDM optical burst switching networks. *Journal of Lightwave Technology*, 18(12):2019-2037, December 2000.
- [11] J. Liu and N. Ansari. Forward resource reservation for qos provisioning in obs systems. In *Proceedings of Globecom*, volume 3, pages 17-21, 2002.
- [12] Baldine, G. N. Rouskas, H. G. Perros, and D. Stevenson. Signaling support for multicast and QoS within the JumpStart WDM burst switching architecture. *Optical Networks*, 4(6):68-80, November/December 2003.
- [13] J. Xu, C. Qiao, J. Li, and G. Xu. Efficient channel scheduling algorithms in optical burst switched networks. In *Proceedings of IEEE INFOCOM*, 2003.
- [14] M. Yang, S. Q. Zheng, and D. Verchere. A QoS supporting scheduling algorithm for optical burst switching DWDM networks. In *Global Telecommunications Conference*, pages 86-91, 2001.
- [15] K. Dolzer and C. Gauger. On burst assembly in optical burst switching networks – a performance evaluation of Just-Enough-Time. In *Proceedings of the 17th International Teletraffic Congress*, pages 149-161, September 2001.
- [16] M. Yoo, C. Qiao, and S. Dixit. QoS performance of optical burst switching in IP-over-WDM networks. *Journal on Selected Areas in Communications*, 18(10):2062-2071, October 2000.

- [17] L.B. Sofman, K. Laevens, and T.S. El-Bawab. Segmentation overhead in optical burst switching. In Proceeding of Opticomm, pages 101-108, 2002.
- [18] V. Vokkarane, J.P.Jue, and S. Sitaraman. Burst segmentation: An approach for reducing packet loss in optical burst switched networks. In Proceedings of IEEE ICC, volume 5, pages 2673-2677, 2002.
- [19] Detti, V. Eramo, , and M. Listanti. Performance evaluation of a new technique for ip support in a wdm optical network: optical composite burst switching (ocbs). Journal of Lightwave Technology, 20(2):154-165, 2002.
- [20] J. Li and C. Qiao. Schedule burst proactively for optical burst switching networks. Computer Networks, 2004. To appear.
- [21] Ge, F. Callegati, and L. S. Tamil. On optical burst switching and self-similar traffic. IEEE Communications Letters, 4(3):98-100, March 2000.
- [22] X. Cao, J. Li, Y. Chen, and C. Qiao. Tcp/ip packets assembly over optical burst switching network. In Proceeding of Globecom, 2002.
- [23] J. Y. Wei, J. L. Pastor, R. S. Ramamurthy, and Y. Tsai. Just-in-time optical burst switching for multiwavelength networks. In IFIP TC6 WG6.2 Fifth International Conference on Broadband Communications, pages 339-352. Kluwer Academic Publishers, November 1999.
- [24] H. M. Chaskar, S. Verma, and R. Ravikanth. A framework to support IP over WDM using optical burst switching. In IEEE/ACM/SPIE Optical Network Workshop, January 2000.
- [25] K. Dolzer, C. Gauger, J. SpÄath, and S. Bodamer. Evaluation of reservation mechanisms for optical burst switching. AEÄU International Journal of Electronics and Communications, 55(1), January 2001.
- [26] S. Verma, H. Chaskar, and R. Ravikanth. Optical burst switching: a viable solution for terabit IP backbone. IEEE Network, pages 48-53, November/December 2000.
- [27] Zvi Rosberg, Hai Le Vu, Moshe Zukerman, and Jolyon White. Performance analysis of optical burst-switching networks. IEEE Journal of Selected Area in Communications, 21(7):1187-1197, Sep. 2003.
- [28] Andrew Zalesky, Hai Le Vu, Zvi Rosberg, Eric W. M. Wong, and Moshe Zukerman. Reduced load erlang \bar{m} -xed point analysis of optical burst switched networks with defection routing and wavelength reservation. In Proceedings of the First International Workshop on Optical Burst Switching, Oct. 2003.
- [29] L. Xu, H. G. Perros, and G. N. Rouskas. Performance analysis of an edge optical burst switching node with a large number of wavelengths. In Proceedings of the Eighteenth International Teletraffic Congress (ITC 18), pages 891-900. Elsevier Science, September 2003.
- [30] L. Xu, H. G. Perros, and G. N. Rouskas. A queueing network model of an edge optical burst switching node. In Proceedings of IEEE INFOCOM 2003, pages 2019-2029, April 2003.
- [31] Eugene Kozlovski. Survivability of wavelength-routed optical burst-switched networks with guaranteed ip services. In Proceedings of 2003 5th International Conference on Transparent Optical Networks, 2003.
- [32] E. Kozlovski and P. Bayvel. Link failure restoration in wavelength-routed optical burst switched (wr-obs) networks. In Optical Fiber Communications Conference, 2003.
- [33] David Griffith and SuKyoung Lee. A 1+1 protection architecture for optical burst switched networks. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 21(9):1384-1398, November 2003.

- [34] H. Zaim, I. Baldine, M. Cassada, G. N. Rouskas, H. G. Perros, and D. Stevenson. Formal description of the JumpStart just-in-time signaling protocol using EFSM. In *Opticomm 2002*, pages 160-173, July 2002.
- [35] P. B. Chu, S-S. Lee, and S. Park. MEMS: The path to large optical crossconnects. *IEEE Communications*, 40(3):80-87, March 2002.

4

Συγκέντρωση Κίνησης σε Δίκτυα OBS

Ένα κρίσιμο ζήτημα στα συστήματα OBS και ιδιαίτερα σε αυτά που κάνουν χρήση χρονοσχισμών, είναι η στρατηγική συγκρότησης ριπών, καθώς επηρεάζει έντονα την απόδοσή τους. Όσο μεγαλύτερος είναι ο χρόνος συγκρότησης, τόσο μεγαλύτερος είναι ο βαθμός πληρότητας των ριπών με αντίτιμο αυξημένη καθυστέρηση η οποία ενδέχεται να επηρεάσει αρκετές απαιτητικές υπηρεσίες. Για να ικανοποιούνται οι απαιτήσεις ποιότητας υπηρεσίας (QoS) τέτοιων εφαρμογών επιτυγχάνοντας ταυτόχρονα υψηλό βαθμό χρησιμοποίησης του δικτύου, είναι δυνατόν να οριστούν δύο διαφορετικές προτεραιότητες κίνησης και δύο διαφορετικά άνω όρια καθυστέρησης κατά τη συγκέντρωση. Σε αυτό το κεφάλαιο θα παρουσιαστεί μία στρατηγική συγκρότησης που σχηματίζει σύνθετα πλαίσια, βελτιώνοντας τη χρησιμοποίηση και διατηρώντας παράλληλα εγγυήσεις ποιότητας υπηρεσίας.

4.1 Γενικά

Όπως είναι αναμενόμενο, η κίνηση των πελατών που θα πρέπει να μεταδοθεί μέσω ενός οπτικού δικτύου, έχει τη μορφή που θα είχε υποθέτοντας οποιοδήποτε άλλο είδος δικτύου κορμού. Έτσι, οι πελάτες στην πιο τυπική περίπτωση θα μεταδίδουν πακέτα IP, με μεγέθη πιθανώς περιορισμένα από την MTU των υποκείμενων Ethernet τοπικών δικτύων. Όπως έχει όμως αναφερθεί ήδη σε προηγούμενα κεφάλαια, η ανάγκη για αποδοτική χρησιμοποίηση των πόρων του δικτύου, υπαγορεύει την οργάνωση των μετακινούμενων δεδομένων σε μεγαλύτερες μονάδες – π.χ. οι ριπές των συστημάτων OBS – οι οποίες σε αυτό το κεφάλαιο θα αναφέρονται από εδώ και στο εξής ως *πλαίσια* (frames).

Είναι φανερό λοιπόν, ότι στα *άκρα* του δικτύου είναι απαραίτητη η ύπαρξη μιας μονάδας η οποία θα εκτελεί την εργασία της συσσωμάτωσης μεμονωμένων πακέτων σε πλαίσια, την οποία ονομάζουμε Μονάδα Συγκέντρωσης Πλαισίων (Frame Aggregation Unit – FAU). Δύο είναι οι κυριότερες παράμετροι που επηρεάζουν τη λειτουργία της FAU: Το μέγιστο μήκος πλαισίου και ο Μέγιστος Χρόνος Συγκέντρωσης (Maximum Aggregation Time – MAT). Επειδή στα πλαίσια αυτής της διατριβής αναφερόμαστε κυρίως σε συστήματα με χρονοσχισμές (slotted) (καθώς έχει αποδειχθεί ότι

υπερέχουν σε σχέση με αυτά που δεν κάνουν χρήση χρονοσχισμών [1], είτε αναφερόμαστε σε μητροπολιτικά δίκτυα [2], είτε σε δίκτυα OBS [3]), το μέγιστο μήκος πλαισίου θα είναι σταθερό, ίσο με το ποσό των δεδομένων που μεταδίδεται στο χρονικό διάστημα μίας χρονοσχιμής και θα το συμβολίζουμε ως L . Η γενική ιδέα είναι ότι ένα πλαίσιο αποστέλλεται αφού συγκεντρωθεί κίνηση για χρόνο ίσο με MAT , εκτός και αν νωρίτερα η συγκεντρωμένη κίνηση έχει ξεπεράσει το μήκος L . Έτσι, τα πλαίσια αποστέλλονται πλήρη, μόνο σε περιόδους κατά τις οποίες ισχύει η σχέση:

$$R \cdot MAT \geq L \quad (4.1)$$

, όπου R είναι ο ρυθμός με τον οποίο εισέρχεται η κίνηση χρηστών στη FAU.

Ενδεικτικά, σε συστήματα με οπτικούς μεταγωγείς στερεάς κατάστασης [4], είναι δυνατό να έχουμε χρονοσχιμές της τάξης του 1 μsec , το οποίο μεταφράζεται σε πλαίσια μήκους 1100 Bytes για ρυθμό μετάδοσης 10 Gbps. Ωστόσο, χρονοσχιμές μεγαλύτερης διάρκειας επιτρέπουν τη χρήση πιο εξελιγμένων αλγορίθμων ελέγχου, για επίτευξη καλύτερων επιδόσεων. Η αύξηση της διάρκειας των χρονοσχισμών όμως οδηγεί αναπόφευκτα και στην αύξηση της από άκρο σε άκρο καθυστέρησης των πακέτων στο δίκτυο.

Αν θεωρηθεί ότι η κίνηση μπορεί να διαχωριστεί σε δύο γενικές κατηγορίες, την κίνηση υψηλής και την κίνηση χαμηλής προτεραιότητας (με την πρώτη να απαιτεί αυστηρά όρια καθυστέρησης), όπως συζητείται και στο [5], τότε η παράμετρος MAT που αναφέρθηκε παραπάνω μπορεί να χρησιμοποιηθεί με διαφορετική τιμή για κάθε προτεραιότητα: Μία αρκετά χαμηλή (MAT_H) για την υψηλή προτεραιότητα, ώστε να διασφαλίζεται η ποιότητα υπηρεσίας της, και μία «χαλαρότερη» για την ανεκτική σε καθυστερήσεις κίνηση, η οποία ωστόσο θα προσφέρει ένα άνω όριο στην καθυστέρηση των πακέτων, εξασφαλίζοντας ότι θα μεταδοθούν. Ακολουθώντας αυτή την τακτική όμως, αναμένεται αρκετά συχνά τα πλαίσια υψηλής προτεραιότητας να αποστέλλονται χωρίς να είναι πλήρη, δεδομένων του χαμηλού MAT_H και του γεγονότος ότι η κίνηση υψηλής προτεραιότητας συνήθως αντιπροσωπεύει ένα μικρό ποσοστό (π.χ. 10% - 30%) της συνολικής ([6], [7]). Επιπλέον, τα πλαίσια αυτά θα αντιμετωπίζονται ευνοϊκότερα κατά τη διάρκεια της διαδρομής τους σε σχέση με τα (πλήρη) πλαίσια χαμηλής προτεραιότητας, προκαλώντας έτσι μη αποδοτική χρησιμοποίηση του δικτύου.

Για να αυξηθεί λοιπόν η απόδοση του δικτύου, όποτε παράγεται ένα πλαίσιο υψηλής προτεραιότητας το οποίο δεν είναι πλήρες, προστίθενται σε αυτό και πακέτα από την ουρά χαμηλής προτεραιότητας. Με αυτόν τον τρόπο το ίδιο συνολικό ποσοστό κίνησης κατανέμεται σε μικρότερο πλήθος πλαισίων. Έτσι προκύπτει ένα *κέρδος πλαισίων* (frame gain), με την έννοια ότι περισσότερη κίνηση χαμηλής προτεραιότητας μπορεί πλέον να εισαχθεί στο δίκτυο εκμεταλλευόμενη τα πλαίσια που δε

χρειάστηκε να σταλούν και φυσικά πάντα διατηρώντας τις απαιτήσεις ποιότητας υπηρεσίας που έχουμε εξαρχής θέσει.

Ο αλγόριθμος περιγράφεται παρακάτω για την ουρά υψηλής προτεραιότητας. Τα ίδια ισχύουν και για τη χαμηλή προτεραιότητα (με την αντίστοιχη σημειολογία), με εξαίρεση τη γραμμή που έχει δοθεί με πλάγιους χαρακτήρες. Ως b_H , b_L ορίζουμε τα ποσά δεδομένων που είναι αποθηκευμένα κάποια χρονική στιγμή στους ενταμειυτές υψηλής και χαμηλής αντίστοιχα προτεραιότητας. Επίσης, οι t_H , t_L είναι μετρητές που μετρούν αντίστροφα από τις τιμές MAT_H και MAT_L ως το 0.

```

if άφιξη πακέτου then
    ενημέρωσε τον  $b_H$ ;
    if  $t_H = 0$  then
         $t_H := MAT_H$ ;
        ενεργοποίησε τον  $t_H$ ;
    end if
end if
if  $b_H \geq L$  then
    τοποθέτησε στην ουρά μετάδοσης πακέτα από την ουρά υψηλής προτεραιότητας, με συνολικό
    μήκος το πολύ  $L$ ;
     $t_H := 0$ ;
    ενημέρωσε τον  $b_H$ ;
    if  $b_H > 0$  then
         $t_H := MAT_H$ ;
        ενεργοποίησε τον  $t_H$ ;
    end if
end if
if  $t_H \geq MAT_H$  then
    τοποθέτησε στην ουρά μετάδοσης όλα τα πακέτα της ουράς υψηλής προτεραιότητας;
     $t_H := 0$ ;
    τοποθέτησε στην ουρά μετάδοσης πακέτα από την ουρά υψηλής προτεραιότητας, με συνολικό μήκος το πολύ
     $L - b_H$ ;
    ενημέρωσε τον  $b_H$ ;
    ενημέρωσε τον  $b_L$ ;
end if

```

Σχήμα 4.1: Αλγόριθμος

4.2 Μία απλή αναλυτική προσέγγιση

Σε αυτή την ενότητα γίνεται μία προσπάθεια να εκτιμηθεί θεωρητικά το όφελος που προκύπτει από την εφαρμογή του αλγορίθμου συγκρότησης πλαισίων που περιγράφηκε παραπάνω. Το όφελος αυτό, όπως ήδη έχει αναφερθεί, έγκειται στην εξοικονόμηση πλαισίων χαμηλής προτεραιότητας τα οποία πλέον δε χρειάζεται να σταλούν, καθώς μέρος της κίνησης χαμηλής προτεραιότητας φιλοξενείται σε πλαίσια υψηλής προτεραιότητας. Για την ποσοτικοποίηση του οφέλους αυτού, ορίζουμε ως *κέρδος πλαισίων* το λόγο του πλήθους των πλαισίων χαμηλής προτεραιότητας που δε χρειάστηκε να σταλούν - λόγω της εφαρμογής του αλγορίθμου - προς αυτά που αποστέλλονταν χωρίς την εφαρμογή του.

Να σημειώσουμε ότι όλα τα πλαίσια που μας απασχολούν μεταφέρουν κίνηση από έναν περιφερειακό κόμβο (*Edge Node – EN*) προς τον ίδιο περιφερειακό κόμβο-προορισμό, η οποία είναι προφανώς ένα κλάσμα της συνολικής κίνησης της ζεύξης του κόμβου.

Έστω R ο ρυθμός της $EN - \text{προς} - EN$ κίνησης σε bps και R_H, R_L οι ρυθμοί κίνησης υψηλής και χαμηλής αντίστοιχα προτεραιότητας, έτσι ώστε: $R_H = r_H \cdot R, R_L = r_L \cdot R$. Αν T_H είναι σε sec η χρονική απόσταση μεταξύ διαδοχικών μεταδόσεων (όχι απαραίτητα πλήρων) πλαισίων υψηλής προτεραιότητας, τότε το μέγεθος $F_H = \frac{L}{T_H}$ (όπου L το μέγεθος του πλαισίου σε bits) αντιπροσωπεύει τη χωρητικότητα της ζεύξης που στην πραγματικότητα καταναλώνεται για τη μεταφορά της κίνησης ρυθμού R_H . Αντίστοιχα, $F_L = \frac{L}{T_L}$. Στη συνέχεια κάνουμε τις εξής παραδοχές:

- Τα r_H, r_L είναι σταθερά,
- το μέγεθος πακέτου είναι κι αυτό σταθερό, ίσο με P και τέτοιο ώστε $L = n \cdot P$, n ακέραιος και
- $MAT_L \gg \frac{L}{R_L}$, το οποίο σημαίνει ότι τα πλαίσια χαμηλής προτεραιότητας δεν γεννιούνται

ποτέ λόγω λήξης του μετρητή. Συνεπώς, όταν δεν εφαρμόζεται ο αλγόριθμος ισχύει:

$$T_L = \frac{L}{R_L} \Rightarrow F_L = R_L.$$

Βάσει όλων των παραπάνω, το κέρδος πλαισίων δίνεται από:

$$G = \frac{F_H - R_H}{F_L} = \frac{F_H - R_H}{R_L} = \frac{F_H - r_H \cdot R}{r_L \cdot R} \Rightarrow G = \frac{F_H/r_L}{R} - \frac{r_H}{r_L}.$$

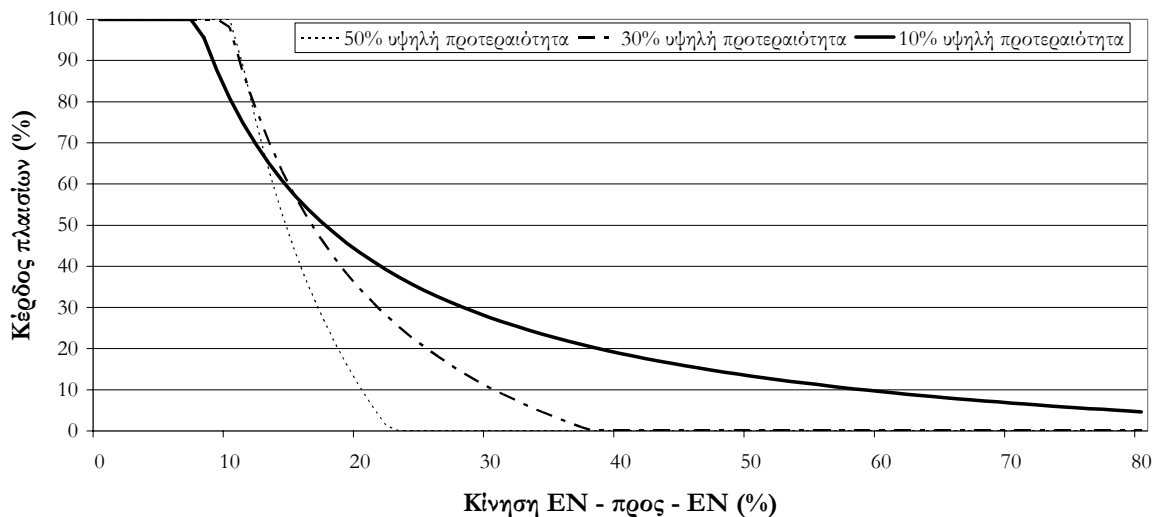
Όταν τα πλαίσια υψηλής προτεραιότητας περιέχουν μόνο κίνηση υψηλής προτεραιότητας, δηλαδή όταν: $\frac{L}{R_H} < MAT_H \Rightarrow R > \frac{L}{r_H \cdot MAT_H}$, τότε $T_H = \frac{L}{R_H}$ και συνεπώς $G = 0$. Να σημειωθεί ότι ο μετρητής t_H ενεργοποιείται με την πρώτη άφιξη πακέτου υψηλής προτεραιότητας ύστερα από μετάδοση πλαισίου, οπότε στις περιπτώσεις που $\frac{L}{R_H} > MAT_H$, το T_H είναι μεγαλύτερο του MAT_H και ίσο με $MAT_H + \frac{P}{R_H}$.

Φυσικά, για $F_H - R_H > R_L \Rightarrow R < F_H \Rightarrow R < \frac{L}{MAT_H + P/R_H} \Rightarrow R < \frac{L - P/r_H}{MAT_H}$, το κέρδος

έχει τιμή 1 (όλη η κίνηση χαμηλής προτεραιότητας απορροφάται από πλαίσια υψηλής προτεραιότητας). Συνοψίζοντας,

$$G(R) = \begin{cases} 1, \text{ για } R < \frac{L - P/r_H}{MAT_H} \\ \frac{L}{r_L \cdot MAT_H \cdot R + P \cdot \frac{r_L}{r_H}} - \frac{r_H}{r_L}, \text{ για } \frac{L - P/r_H}{MAT_H} \leq R \leq \frac{L}{r_H \cdot MAT_H} \\ 0, \text{ για } R > \frac{L}{r_H \cdot MAT_H} \end{cases} \quad (4.2)$$

Το Σχήμα 4.2 απεικονίζει τις καμπύλες κέρδους πλαισίων που προκύπτουν χρησιμοποιώντας τη σχέση (4.2) για διάφορους ρυθμούς συνολικής EN – προς – EN κίνησης (εκφρασμένους ως ποσοστό μίας ζεύξης 10 Gbps) και διάφορες αναλογίες υψηλής και χαμηλής προτεραιότητας. Το κέρδος δίνεται ως ποσοστό επί τοις εκατό, ενώ οι τιμές που χρησιμοποιήθηκαν για τα MAT_H , L και P ήταν 0,1 ms, 15 Kbytes και 3500 bits αντίστοιχα (ίδιες με αυτές που χρησιμοποιήθηκαν και στις εξομοιώσεις που θα παρουσιαστούν παρακάτω).



Σχήμα 4.2: Θεωρητικό κέρδος πλαισίων

Η παράγωγος του $G(R)$ για $\frac{L - P/r_H}{MAT_H} < R < \frac{L}{r_H \cdot MAT_H}$ υπολογίζεται ως εξής:

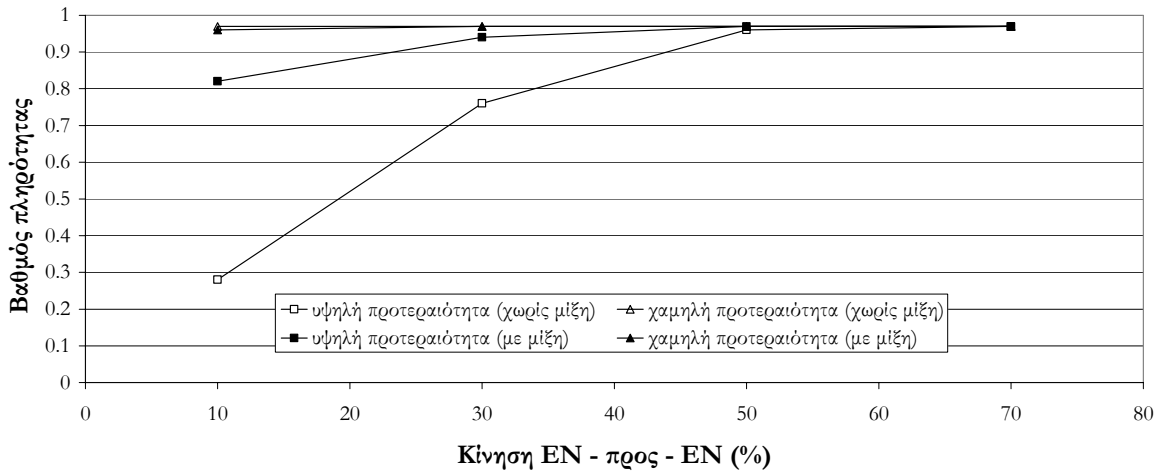
$$\frac{dG}{dR} = - \frac{L \cdot MAT_H}{(MAT_H \cdot \sqrt{r_L} \cdot R + P \cdot \sqrt{r_L} / r_H)^2} \quad (4.3)$$

, επομένως αναμένουμε η κλίση των καμπυλών να γίνεται ομαλότερη για μεγαλύτερες αναλογίες κίνησης υψηλής προτεραιότητας (δηλαδή υψηλότερα r_H , χαμηλότερα r_L).

4.3 Εξομοίωση της μονάδας συγκέντρωσης πλαισίων

Για να αποτιμηθεί η στρατηγική συγκέντρωσης πλαισίων που παρουσιάστηκε στις προηγούμενες παραγράφους χρησιμοποιώντας περισσότερο ρεαλιστικά σενάρια κίνησης, εκτελέστηκαν εξομοιώσεις του αλγορίθμου συγκέντρωσης με χρήση υπολογιστή. Το μέγεθος που μας απασχολεί κι εδώ είναι το κέρδος πλαισίων, καθώς είναι αυτό που αντικατοπτρίζει καλύτερα τη βελτίωση στην απόδοση του δικτύου που επιτυγχάνεται μέσω της προτεινόμενης μεθόδου. Όσον αφορά τις παραμέτρους της εξομοίωσης, η χωρητικότητα της ζεύξης εξόδου της μονάδας συγκέντρωσης θεωρείται 10 Gbps , η διάρκεια χρονοσχιμής $12 \mu s$ (ικανή να μεταφέρει μέχρι 15 Kbytes δεδομένων), ενώ οι χρόνοι MAT_H και MAT_L είναι 0.1 ms και 5 ms αντίστοιχα. Η επιλογή της τιμής 0.1 ms για την υψηλή προτεραιότητα βασίζεται αφενός στην ανάγκη για υποστηρίξιμη κίνησης με πάρα πολύ αυστηρές απαιτήσεις ποιότητας

υψηρείας και αφετέρου στο γεγονός ότι εν γένει αναφερόμαστε σε δίκτυα OBS. Ο φυσικότερος τρόπος λοιπόν με τον οποίο η μονάδα συγκέντρωσης μπορεί να ενταχθεί στη λειτουργία ενός τέτοιου δικτύου, είναι η ανάθεση της τιμής offset της OBS στην παράμετρο *MAT*, ώστε να επιτυγχάνεται παραλληλισμός των λειτουργιών συγκέντρωσης και δρομολόγησης.

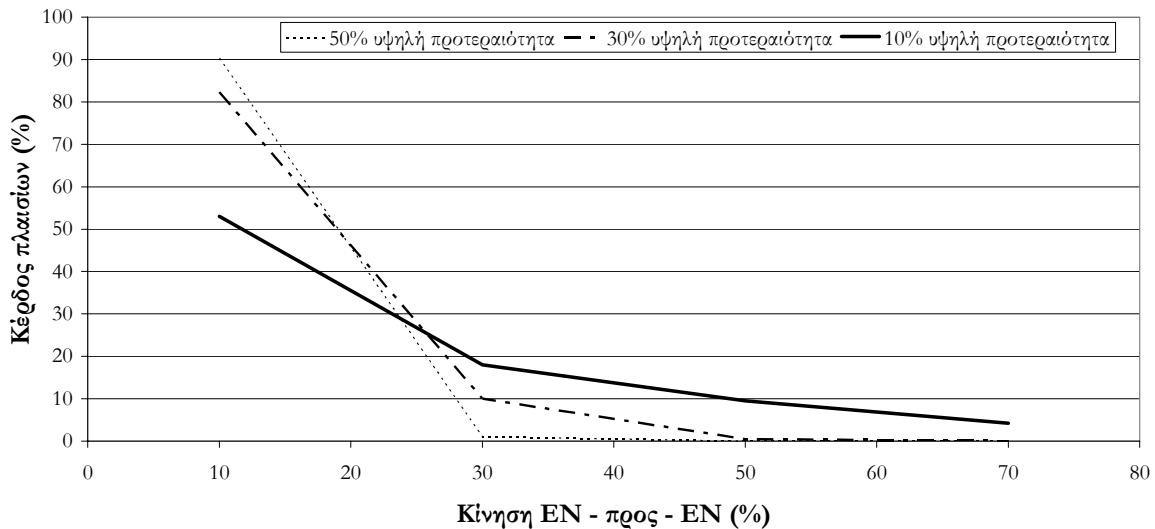


Σχήμα 4.3: Βαθμός πληρότητας πλαισίων για εξομοίωση με κίνηση Poisson και $r_H = 0,3$

Εκτελέστηκαν δύο ομάδες σεναρίων εξομοίωσης: Στο πρώτο χρησιμοποιήθηκε κίνηση Poisson ενώ στο δεύτερο self-similar κίνηση. Και στις δύο περιπτώσεις, τα μεγέθη των πακέτων υποτέθηκαν εκθετικά κατανομημένα με μέση τιμή 3500 bits. Τα πειράματα εξομοίωσης εκτελέστηκαν για ροές EN – προς – EN κίνησης που καλύπτουν από το 10% μέχρι και το 70% της χωρητικότητας της ζεύξης εξόδου. Για την περίπτωση της self-similar κίνησης χρησιμοποιήθηκαν από 15 ανεξάρτητες πηγές ON/OFF για κάθε προτεραιότητα κίνησης, κάθε μία από τις οποίες είχε ON και OFF περιόδους που ακολουθούσαν κατανομή Pareto με παράμετρο shape 1,5

Στο Σχήμα 4.3 δίνεται ενδεικτικά το ποσοστό πληρότητας των παραγόμενων πλαισίων για ένα τυπικό σενάριο Poisson κίνησης όπου η κίνηση υψηλής προτεραιότητας αποτελεί το 30% της ροής EN – προς – EN κίνησης. Είναι φανερό ότι για ροές EN – προς – EN κίνησης κάτω από το 30% της ζεύξης εξόδου, το ποσοστό πληρότητας των πλαισίων υψηλής προτεραιότητας είναι αρκετά χαμηλό (από 0,25 έως 0,75 για EN – προς – EN κίνηση από 10% έως 30% της ζεύξης εξόδου) αν δεν εφαρμοστεί η στρατηγική μίξης προτεραιοτήτων που παρουσιάστηκε. Με την εφαρμογή του μηχανισμού αυτού, διακρίνεται στο ίδιο σχήμα ότι το ποσοστό πληρότητας των πλαισίων υψηλής προτεραιότητας διατηρείται πάντα σε τιμές πάνω από 0,8. Η βελτίωση είναι πιο εντυπωσιακή για ροές EN – προς – EN κίνησης μέχρι και 20% της ζεύξης εξόδου, μια εύλογη υπόθεση αν αναφερόμαστε σε ένα δίκτυο 8 με 20

κόμβων και δεν υπάρχουν έντονες ασυμμετρίες (μία μεμονωμένη ροή EN – προς – EN κίνησης δεν μπορεί να μονοπωλεί τη ζεύξη εξόδου). Το ποσοστό πληρότητας των πλαισίων χαμηλής προτεραιότητας φαίνεται να ελαττώνεται ελαφρώς με την εφαρμογή της στρατηγικής μίξης, ωστόσο η ελάττωση είναι σχεδόν αμελητέα και επιπλέον η τιμή αυτή αναφέρεται τώρα σε ένα πολύ μικρότερο πλήθος πλαισίων (αφού μέρος της κίνησης χαμηλής προτεραιότητας ταξιδεύει σε πλαίσια υψηλής προτεραιότητας).

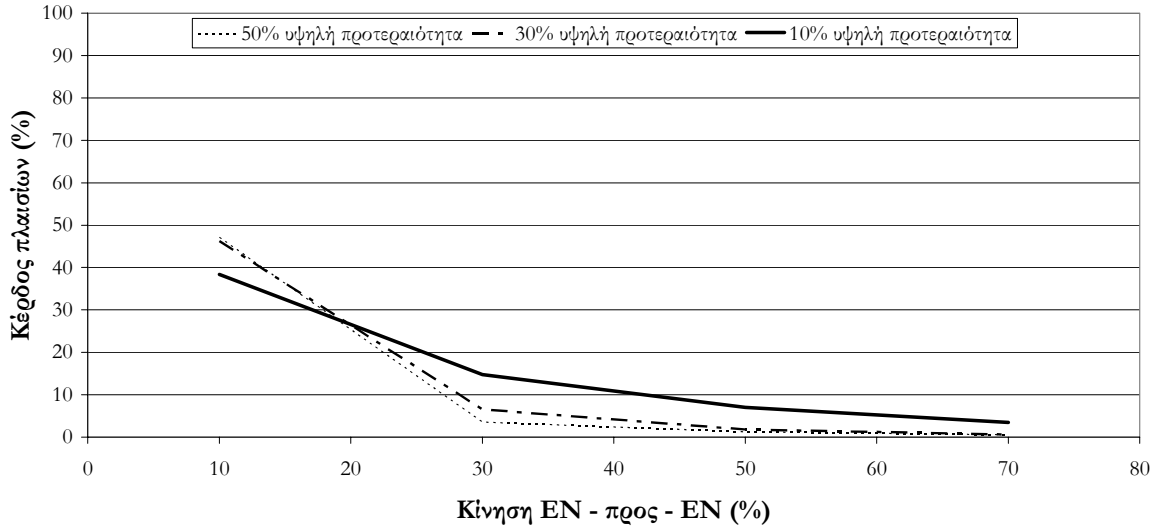


Σχήμα 4.4: Κέρδος πλαισίων για εξομοίωση με κίνηση Poisson

Στα Σχήμα 4.4 και στο Σχήμα 4.5 φαίνεται το κέρδος πλαισίων για τις περιπτώσεις Poisson και self-similar κίνησης αντίστοιχα, για διάφορους ρυθμούς συνολικής EN – προς – EN κίνησης (εκφρασμένους ως ποσοστό της ζεύξης των 10 Gbps) και διάφορες αναλογίες υψηλής και χαμηλής προτεραιότητας. Γενικά, το κέρδος μειώνεται με την αύξηση του ρυθμού της EN – προς – EN κίνησης, καθώς οι ουρές υψηλής προτεραιότητας συμπληρώνουν πλαίσια προτού εκπνεύσουν οι αντίστοιχοι μετρητές. Επιπλέον, για μικρά EN – προς – EN φορτία το κέρδος αυξάνει με την αύξηση του ποσοστού της κίνησης υψηλής προτεραιότητας, ενώ το αντίστροφο συμβαίνει για υψηλότερα φορτία. Τέλος, όπως αναμενόταν, στην περίπτωση της Poisson κίνησης το κέρδος είναι γενικά υψηλότερο απ' ό,τι για την self similar, λόγω της εντονότερης εκρηκτικότητας που εμφανίζει η τελευταία. Συνολικά διαπιστώνεται ότι οι καμπύλες που προκύπτουν από τα πειράματα εξομοίωσης αναπόφευκτα αποκλίνουν από τη σχέση (4.2) λόγω των πιο ρεαλιστικών μοντέλων κίνησης που υποτέθηκαν, ωστόσο η μορφή τους ακολουθεί αυτήν που παρατηρήθηκε στο Σχήμα 4.2, υποδεικνύοντας ότι ακόμα και η απλή αναλυτική προσέγγιση της παραγράφου 4.2 είναι χρήσιμη για μία πρόχειρη εκτίμηση του κέρδους πλαisiού.

Ωστόσο, η κυρίαρχη παρατήρηση πάνω στα δύο αυτά σχήματα είναι ότι σε όλα τα σενάρια κίνησης, το κέρδος είναι σημαντικό (πάνω από 25%) για ρυθμούς EN – προς – EN κίνησης στην

περιοχή που ενδιαφέρει (μέχρι και 20% της ζεύξης εξόδου – βλέπε παραπάνω). Χρειάζεται να τονιστεί ξανά ότι οι χαμηλές τιμές κέρδους σε υψηλά EN – προς – EN φορτία δεν προκαλούν ανησυχία, καθώς, όπως σημειώθηκε και παραπάνω, τη ζεύξη θα μοιράζονται αριστερές EN – προς – EN ροές (χρησιμοποιώντας κλάσματα της χωρητικότητάς της), καθεμία από τις οποίες θα απολαμβάνει σημαντικό κέρδος πλαισίων.



Σχήμα 4.5: Κέρδος πλαισίων για εξομοίωση με κίνηση self-similar

4.4 Η μορφή της εξαγόμενης κίνησης

4.4.1 Θεωρητικά

Θα ασχοληθούμε αρχικά με την περίπτωση όπου δεν έχουμε μίξη προτεραιοτήτων. Έστω T η τυχαία μεταβλητή που αντιπροσωπεύει το διάστημα μεταξύ διαδοχικών σχηματισμών πλαισίων. Στο [8] εξάγεται μία σχέση για την T , θεωρώντας αφίξεις Poisson για τα πακέτα, εκθετικά κατανομημένα μεγέθη πακέτων και έναν αλγόριθμο συγκέντρωσης όπου τα πλαίσια σχηματίζονται όταν η αντίστοιχη ουρά φτάσει το μέγιστο μέγεθος πλαισίου. Για μέγιστο μήκος πλαισίου L , μέσο μήκος πακέτου $\frac{1}{a}$ και μέσο χρόνο μεταξύ διαδοχικών αφίξεων πακέτων $\frac{1}{\lambda}$, η σχέση αυτή έχει ως εξής:

$$P(T = t) = \sum_{n=0}^{\infty} \left[\frac{(t \cdot \lambda)^n}{n!} \cdot e^{-t \cdot \lambda} \cdot \frac{(L \cdot a)^n}{n!} \cdot e^{-L \cdot a} \right] = g(t) \quad (4.4)$$

Για να εξάγουμε τη συνάρτηση πυκνότητας πιθανότητας $f(t)$ της τ.μ. T από τη σχέση (4.4),

αρκεί να κανονικοποιήσουμε τη συνάρτηση $g(t)$ έτσι ώστε $\int_0^{\infty} f(t) \cdot dt = 1$. Έτσι λοιπόν, θα ισχύει:

$$f(t) = \frac{g(t)}{\int_0^{\infty} g(t) \cdot dt} \quad (4.5)$$

Ακολουθεί ο υπολογισμός του ολοκληρώματος $\int_0^{\infty} g(t) \cdot dt$:

$$\begin{aligned} \int_0^{\infty} g(t) \cdot dt &= \\ \int_0^{\infty} \sum_{n=0}^{\infty} \left[\frac{(t \cdot \lambda)^n}{n!} \cdot e^{-t \cdot \lambda} \cdot \frac{(L \cdot a)^n}{n!} \cdot e^{-L \cdot a} \right] \cdot dt &= \\ \sum_{n=0}^{\infty} \int_0^{\infty} \left[\frac{(t \cdot \lambda)^n}{n!} \cdot e^{-t \cdot \lambda} \cdot \frac{(L \cdot a)^n}{n!} \cdot e^{-L \cdot a} \right] \cdot dt &= \\ \sum_{n=0}^{\infty} \left[\frac{(L \cdot a \cdot \lambda)^n}{(n!)^2} \cdot e^{-L \cdot a} \cdot \int_0^{\infty} (t^n \cdot e^{-t \cdot \lambda}) \cdot dt \right] & \end{aligned} \quad (4.6)$$

Το ολοκλήρωμα $I(n) = \int_0^{\infty} (t^n \cdot e^{-t \cdot \lambda}) \cdot dt$ υπολογίζεται με ολοκλήρωση κατά παράγοντες:

$$\begin{aligned} I(n) &= \int_0^{\infty} (t^n \cdot e^{-t \cdot \lambda}) \cdot dt = \left[t^n \cdot \left(-\frac{1}{\lambda}\right) \cdot e^{-t \cdot \lambda} \right]_0^{\infty} - \int_0^{\infty} \left[n \cdot t^{n-1} \cdot \left(-\frac{1}{\lambda}\right) \cdot e^{-t \cdot \lambda} \right] \cdot dt = \\ 0 + \frac{n}{\lambda} \cdot \int_0^{\infty} (t^{n-1} \cdot e^{-t \cdot \lambda}) \cdot dt &= \frac{n}{\lambda} \cdot I(n-1) = \frac{n \cdot (n-1)}{\lambda^2} \cdot I(n-2) = \dots = \frac{n!}{\lambda^n} \cdot I(0) = \\ \frac{n!}{\lambda^n} \cdot \left[\left(-\frac{1}{\lambda}\right) \cdot e^{-t \cdot \lambda} \right]_0^{\infty} &= \frac{n!}{\lambda^n} \cdot \frac{1}{\lambda} = \frac{n!}{\lambda^{n+1}} \end{aligned}$$

Έτσι, η (4.6) δίνει :

$$\int_0^{\infty} g(t) \cdot dt = \sum_{n=0}^{\infty} \left[\frac{(L \cdot a \cdot \lambda)^n}{(n!)^2} \cdot e^{-L \cdot a} \cdot \frac{n!}{\lambda^{n+1}} \right] = \sum_{n=0}^{\infty} \left[\frac{(L \cdot a)^n}{n!} \cdot e^{-L \cdot a} \cdot \frac{1}{\lambda} \right] = \frac{1}{\lambda} \cdot \sum_{n=0}^{\infty} \left[\frac{(L \cdot a)^n}{n!} \cdot e^{-L \cdot a} \right].$$

Ο δεύτερος όρος του παραπάνω γινομένου όμως αντιστοιχεί στο άθροισμα όλων των όρων (από $n = 0$ έως ∞) μιας διακριτής κατανομής Poisson με ρυθμό $L \cdot a$. Συνεπώς,
$$\sum_{n=0}^{\infty} \left[\frac{(L \cdot a)^n}{n!} \cdot e^{-L \cdot a} \right] = 1$$

και τελικά:

$$\int_0^{\infty} g(t) \cdot dt = \frac{1}{\lambda} \quad (4.7)$$

Έτσι, από τις (4.4) και (4.7) προκύπτει η τελική μορφή της συνάρτησης πυκνότητας πιθανότητας της τ.μ. T :

$$f(t) = \lambda \cdot \sum_{n=0}^{\infty} \left[\frac{(t \cdot \lambda)^n}{n!} \cdot e^{-t \cdot \lambda} \cdot \frac{(L \cdot a)^n}{n!} \cdot e^{-L \cdot a} \right] \quad (4.8)$$

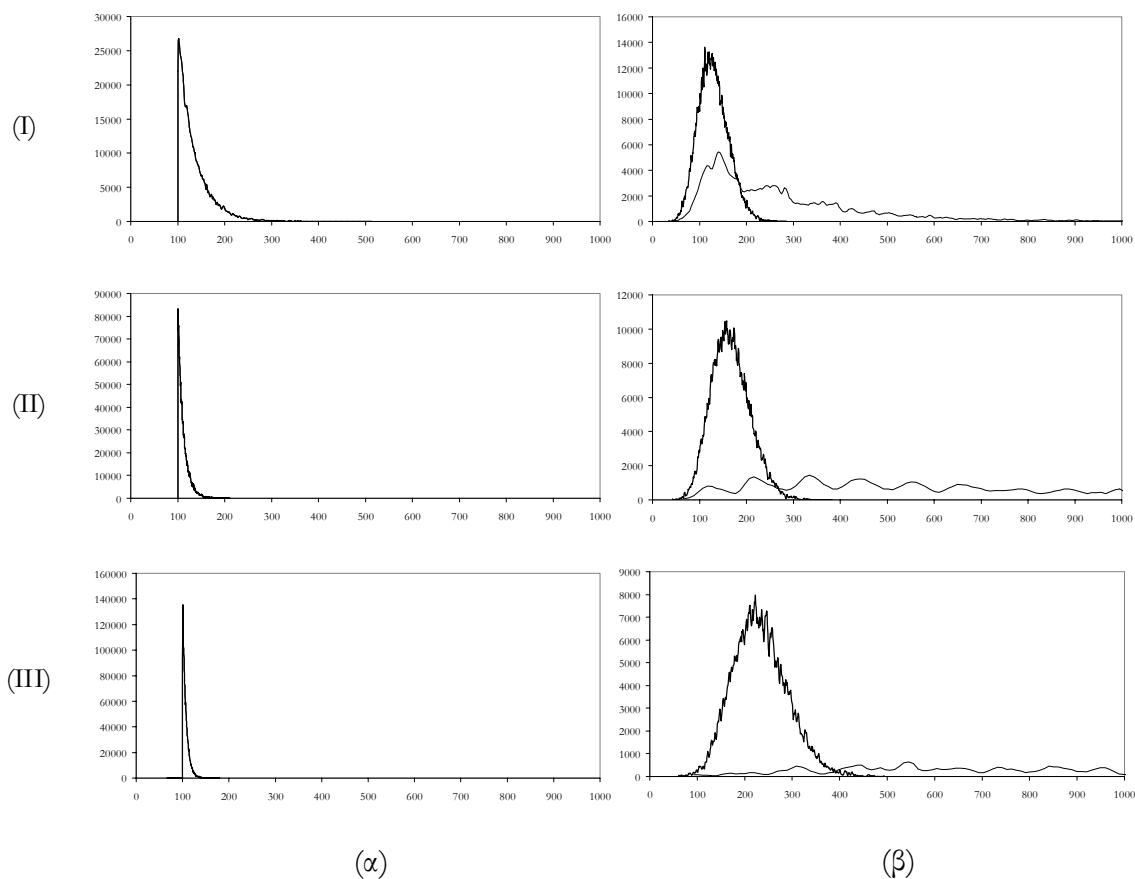
Ωστόσο, η σχέση (4.8) δε λαμβάνει υπόψη την ύπαρξη του μετρητή κατά τη συγκέντρωση των πακίσιων. Θεωρώντας λοιπόν ότι η λειτουργία της συγκέντρωσης εκτελείται και για τις δύο προτεραιότητες κίνησης σύμφωνα με τον αλγόριθμο που περιγράφεται στο Σχήμα 4.1 (εξαιρώντας φυσικά τη γραμμή με τους πλάγιους χαρακτήρες που αναφέρεται στη μίξη της κίνησης) καταλήγουμε στα εξής συμπεράσματα για την τ.μ. T των δύο προτεραιοτήτων κίνησης: Για τιμές κάτω των αντίστοιχων MAT (η πιθανότητα του ενδεχόμενου αυτού θα υπολογιστεί βάσει της συνάρτησης πυκνότητας πιθανότητας $f(t)$) ακολουθεί τη συνάρτηση πυκνότητας πιθανότητας (4.8), ενώ για τιμές ίσες ή μεγαλύτερες των αντίστοιχων MAT διακρίνουμε δύο περιπτώσεις. Αν το αμέσως προηγούμενο πλαίσιο είχε σχηματιστεί λόγω υπέρβασης του μέγιστου μήκους πλαισίου, τότε η T θα λάβει την τιμή του MAT (καθώς ο μετρητής ενεργοποιήθηκε αμέσως μετά από τη συγκέντρωση του προηγούμενου πλαισίου, σύμφωνα με τον αλγόριθμο. Φυσικά το τελευταίο ισχύει υπό την προϋπόθεση ότι ποτέ το άθροισμα των μηκών των πακέτων της ουράς που προκαλούν την υπερχείλιση δεν ισούται ακριβώς με L , καθώς τότε η ουρά θα έμενε άδεια μετά από τη συγκέντρωση του πλαισίου και ο μετρητής θα ενεργοποιούνταν με την επόμενη άφιξη πακέτου). Έτσι, αν το αμέσως προηγούμενο πλαίσιο είχε σχηματιστεί λόγω λήξης του μετρητή, τότε η T θα λάβει την τιμή $MAT + \lambda \cdot e^{-\lambda \cdot t}$ (αφού έχει μεσολάβήσει η αναμονή για άφιξη πακέτου ώστε να ενεργοποιηθεί ο μετρητής). Έτσι, για $T \ll MAT$ η T ακολουθεί την συνάρτηση κατανομής πιθανότητας $f(t)$, ενώ για $T \gg MAT$, η συνάρτηση πυκνότητας πιθανότητας παίρνει τη μορφή $\lambda \cdot e^{-\lambda \cdot (t - MAT)}$.

Είναι φανερό ότι η κατάσταση όσον αφορά τη συνάρτηση πυκνότητας πιθανότητας της υψηλής προτεραιότητας δεν αλλάζει όταν γίνεται μίξη των προτεραιοτήτων. Αντίθετα, η τ.μ. T_L επηρεάζεται

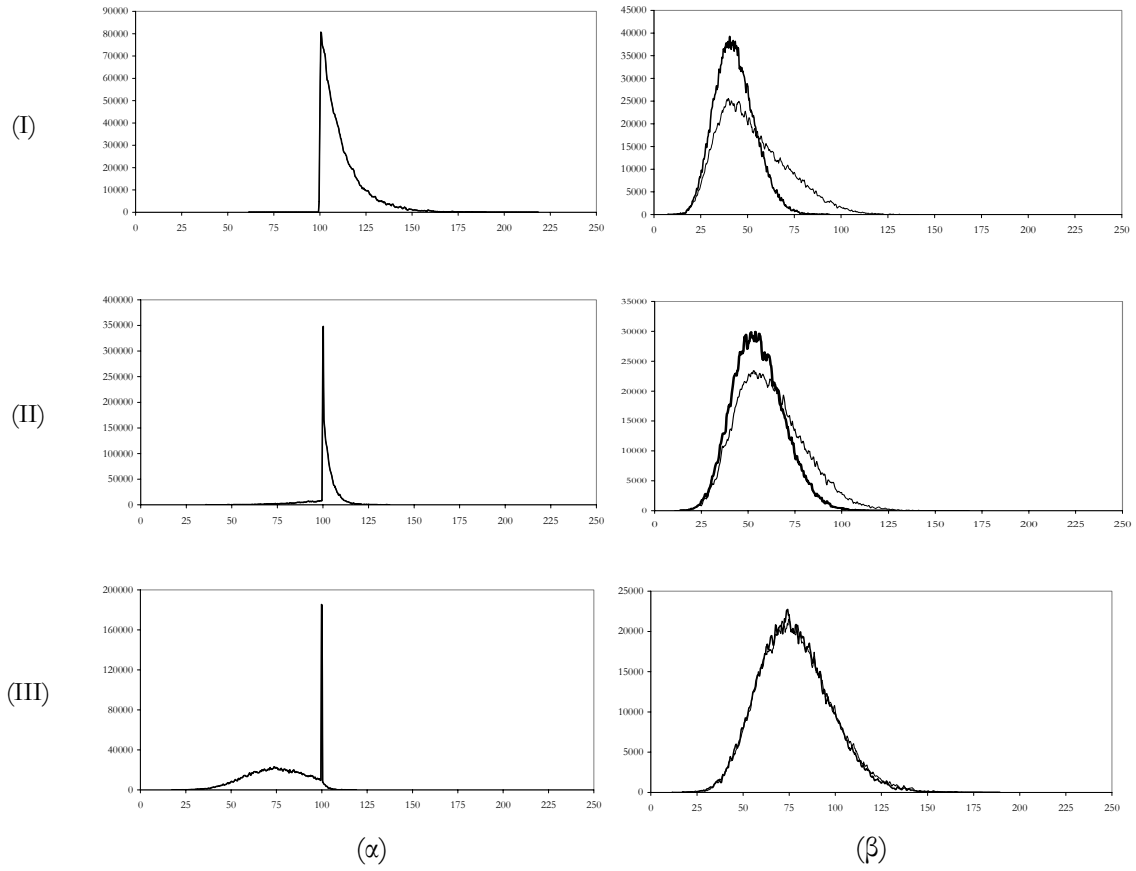
γενικά από τη μίξη, καθώς η κατάσταση της ουράς χαμηλής προτεραιότητας αλλάζει και κατά τη διάρκεια της εκτέλεσης του αλγορίθμου για την υψηλή προτεραιότητα.

4.4.2 Αποτελέσματα προσομοίωσης

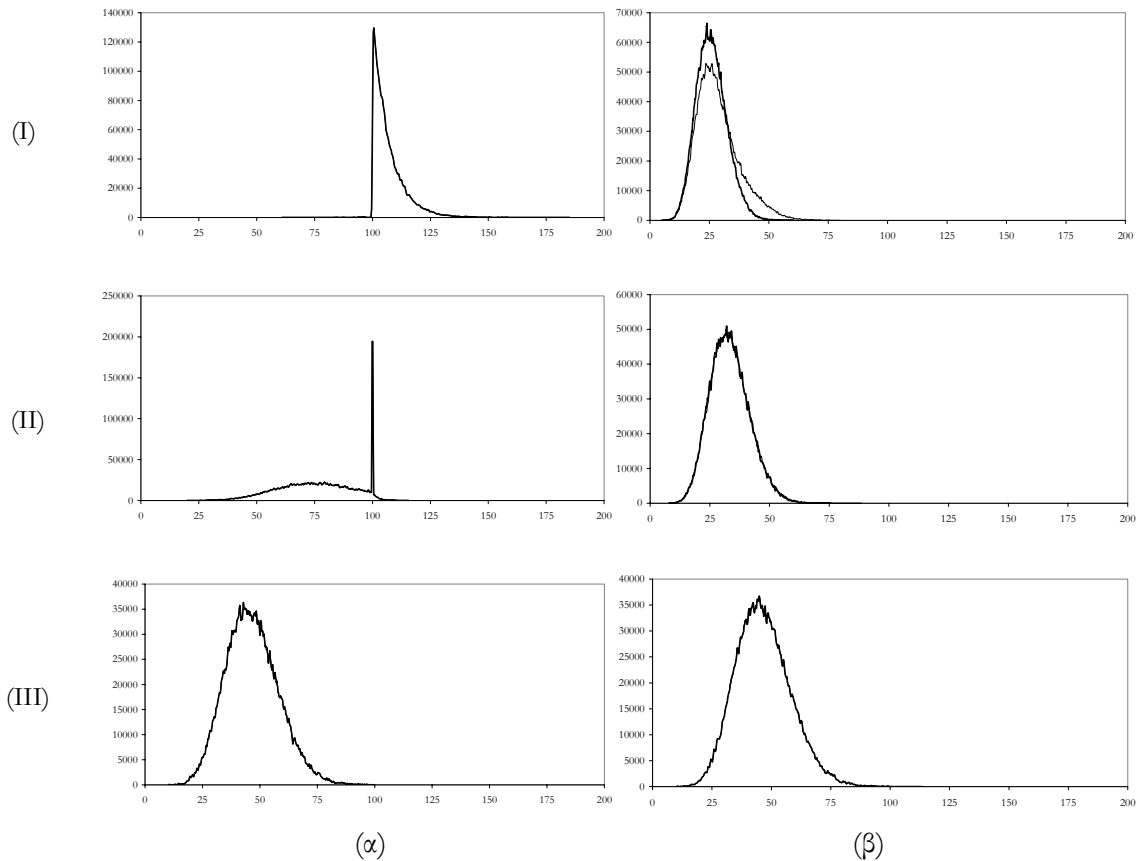
Οι παρατηρήσεις της ενότητας 4.4.1 γίνονται περισσότερο κατανοητές με τη βοήθεια των παρακάτω σχημάτων, όπου φαίνονται τα αποτελέσματα προσομοιώσεων όσον αφορά τις συναρτήσεις πυκνότητας πιθανότητας των χρόνων μεταξύ σχηματισμών ριπών για τις δύο προτεραιότητες κίνησης, με και χωρίς μίξη προτεραιοτήτων.



Σχήμα 4.6: Συνάρτηση πυκνότητας πιθανότητας του χρόνου μεταξύ διαδοχικών σχηματισμών πλαισίων (α) υψηλής και (β) χαμηλής προτεραιότητας, χωρίς μίξη (με έντονες γραμμές) και με μίξη (κανονικές γραμμές) για συνολικό φορτίο EN – προς – EN ίσο με 10% και ποσοστά υψηλής προτεραιότητας ίσα με (I) 10%, (II) 30% και (III) 50%.



Σχήμα 4.7: Συνάρτηση πυκνότητας πιθανότητας του χρόνου μεταξύ διαδοχικών σχηματισμών πλαισίων (α) υψηλής και (β) χαμηλής προτεραιότητας, χωρίς μίξη (με έντονες γραμμές) και με μίξη (κανονικές γραμμές) για συνολικό φορτίο EN – προς – EN ίσο με 30% και ποσοστά υψηλής προτεραιότητας ίσα με (I) 10%, (II) 30% και (III) 50%.



Σχήμα 4.8: Συνάρτηση πυκνότητας πιθανότητας του χρόνου μεταξύ διαδοχικών σχηματισμών πλαισίων (α) υψηλής και (β) χαμηλής προτεραιότητας, χωρίς μίξη (με έντονες γραμμές) και με μίξη (κανονικές γραμμές) για συνολικό φορτίο EN – προς – EN ίσο με 50% και ποσοστά υψηλής προτεραιότητας ίσα με (I) 10%, (II) 30% και (III) 50%.

4.5 Συμπεράσματα

Παρόλο που η λειτουργία με χρονοσχισμές βελτιώνει την απόδοση όσον αφορά τις συγκρούσεις στα δίκτυα κορμού OBS, υποφέρει από χαμηλή επίδοση όσον αφορά τα επίπεδα πληρότητας των πλαισίων, ένα πρόβλημα που επιτείνεται από τον ανάγκη για προσφορά αυστηρών εγγυήσεων καθυστέρησης σε απαιτητική κίνηση. Η στρατηγική συγκρότησης ριπών στα συστήματα OBS πρέπει λοιπόν να εξισορροπεί την καθυστέρηση σχηματισμού των ριπών και την απόδοση όσον αφορά την πληρότητα αυτών. Σε αυτό το κεφάλαιο προτάθηκε μία στρατηγική συγκρότησης πλαισίων που επιτρέπει πολύπλεξη κίνησης από διαφορετικές κλάσεις υπηρεσίας σε σύνθετα πλαίσια και μπορεί να βελτιώσει σημαντικά τη χρησιμοποίηση συστημάτων με χρονοσχισμές. Ανάλυση και εξομοίωση ενός τέτοιου συστήματος έδειξαν ότι μπορεί να προσφέρει περισσότερο από 25% εξοικονόμηση πλαισίων για φορτία από μεταξύ ακραίων κόμβων τα οποία παραμένουν χαμηλότερα από το 20% της χωρητικότητας των ζεύξεων, η οποία είναι και η τυπική περίπτωση. Επιπλέον, μελετήθηκε η επίδραση που έχει η διαδικασία συγκέντρωσης ριπών στην κατανομή της εξαγόμενης κίνησης.

Βιβλιογραφία

- [1] Yao S. and Ben Yoo S. J., Mukherjee B., A comparison study between slotted and unslotted all-optical packet-switched network with priority-based routing, *Proc. Of OFC 2001*, 2001; Anaheim, March 2001.
- [2] Linardakis Ch., Leligou H. –C., Stavdas A., Angelopoulos J. D., Implementation of medium access control for interconnecting slotted rings to form a WDM MAN, *OSA-Journal of Optical Networking*, 2004; **3**(11): 826-836.
- [3] Ramamirtham J., Turner J., Time Sliced Optical Burst Switching, *Proc. of IEEE INFOCOM 2003*, 2003, San Francisco US.
- [4] Qiao C., Yoo M., Optical burst switching (OBS) – a new paradigm for an optical internet, *Journal of High Speed Networks*, 1999; **8**: 69-84.
- [5] Vokkarane V. M., Zhang Q. , Jue J. P., and Chen B., Generalized Burst Assembly and Scheduling Techniques for QoS Support in Optical Burst-Switched Networks, *In Proceedings of GLOBECOM*, 2002; **3**: 2747-2751.
- [6] "Specification of an implementation plan for a premium IP service" IST project Geant, Deliverable D9.1 addendum 2, April 2001, available at <http://archive.dante.net/geant/geant-publicity.html>
- [7] Report of quality of service think tank, UKERNA QoS think tank report, ND/STG/QOS/DOC010, Version 1.0. <http://www.ja.net/development/qos/>. July 2001.
- [8] X. Yu, Y. Chen, and C. Qiao, Study of traffic statistics of assembled burst traffic in optical burst switched networks, *In Proceeding of Opticomm*, pages 149-159, 2002.

5

Οπτική Μεταγωγή Χρονοσχισμών με Διμερείς Παράλληλισμένες Δεσμεύσεις

Όπως έχει ήδη αναφερθεί, η οπτική μεταγωγή ριπών (OBS) είναι μία αρχιτεκτονική κορμού σχεδιασμένη για να συμβιβάσει την αυξανόμενη εκρηκτικότητα της κίνησης με τη διαθέσιμη οπτική τεχνολογία. Ωστόσο, η απογοητευτική επίδοση της OBS όσον αφορά τις απώλειες ριπών αποθάρρυνε περαιτέρω υλοποιήσεις. Μία μέθοδος για να αποφευχθούν οι απώλειες αυτές μελετάται στο παρόν κεφάλαιο. Η βασική ιδέα έγκειται στην εκμετάλλευση της διαθέσιμης ηλεκτρονικής ενταμίευσης στους ακραίους κόμβους του οπτικού δικτύου και η αποδοχή μίας ελεγχόμενης αύξησης στην καθυστέρηση. Γι' αυτό το σκοπό, οι ακραίοι κόμβοι αποστέλλουν *πακέτα ανίχνευσης* (scouts) πριν από την αποστολή των ριπών, τα οποία ανιχνεύουν τη μελλοντική διαδρομή των τελευταίων. Εάν διαπιστωθεί ότι θα προκύψει απώλεια σε κάποιο βήμα της διαδρομής, το πακέτο ανίχνευσης επιστρέφει στην πηγή του με σκοπό να αποφευχθεί η (μάταιη) αποστολή της ριπής και να επαναληφθεί η διαδικασία. Ο τρόπος με τον οποίο λειτουργεί το εν λόγω σχήμα, όχι μόνο καταργεί τις απώλειες (εκτός από αυτές που οφείλονται σε υπερχείλιση των ακραίων ενταμιευτών), αλλά ταυτόχρονα εξασφαλίζει χαρακτηριστικά που ευνοούν την ποιότητα των υπηρεσιών – όπως η αποφυγή πακέτων εκτός σειράς, η μείωση της διακύμανσης της καθυστέρησης και η αύξηση της χρησιμοποίησης της χωρητικότητας του δικτύου.

5.1 Εισαγωγή

Οι εξελίξεις στην οπτική τεχνολογία έχουν αναμφισβήτητα επηρεάσει τα σύγχρονα δίκτυα περισσότερο από οποιαδήποτε άλλη τεχνολογία. Ωστόσο, η επίδραση αυτή ως τώρα είναι άνιση: Η οπτική τεχνολογία υπήρξε επαναστατική στον τομέα της μετάδοσης, αλλά είχε πολύ πιο συγκρατημένη επιτυχία στον τομέα της μεταγωγής. Ενώ παρέχουν πολύ γρήγορη, φθηνή και χωρίς παρεμβολές μετάδοση, τα οπτικά δεν δίνουν παρά απλοϊκές και ακριβές λύσεις όσον αφορά την αποθήκευση δεδομένων, και στοιχειώδεις δυνατότητες επεξεργασίας. Δεδομένης της σημασίας της μεταγωγής πακέτων, ως συνέπεια της εκρηκτικής εξάπλωσης των δικτύων IP, η προσπάθεια για εκμετάλλευση των καλύτερων χαρακτηριστικών των οπτικών, παρακάμπτοντας τα μειονεκτήματά τους, οδήγησε στη δημιουργία της οπτικής μεταγωγής ριπών κίνησης (OBS) [1], [2]. Η αρχή λειτουργίας της είναι απλή: Ο

κόμβος-πηγή στέλνει μία επικεφαλίδα ελέγχου ριπών (burst control header) πριν από κάθε ριπή δεδομένων σε ένα ξεχωριστό κανάλι WDM ώστε να προετοιμάσει όλους τους κόμβους κατά μήκος του μονοπατιού για την επερχόμενη ριπή, η οποία στη συνέχεια δε θα χρειαστεί να ενταμιευτεί καθόλου στην πορεία της προς τον προορισμό. Η αξία της OBS έγκειται στην επίτευξη δυναμικού χειρισμού του εύρους ζώνης αμιγώς στο οπτικό πεδίο, όσον αφορά το φορτίο, ενώ η επεξεργασία ελέγχου παραμένει στο ηλεκτρικό πεδίο. Η αδυναμία της είναι οι σημαντικές απώλειες ριπών [3], ακόμα και σε χαμηλά επίπεδα φορτίου, λόγω της φιλόδοξης μη εγγυημένης μεταγωγής. Τα προβλήματα προκύπτουν από τις συγκρούσεις λόγω των δικαιυμάτων της κίνησης δεδομένων, τις οποίες η OBS μπορεί μόνο ελάχιστα να μεταβάλει (μικρή δυνατότητα ενταμίευσης) ή να αποτρέψει (φτωχές δυνατότητες ελέγχου συμφόρησης), αφήνοντας ως μόνη εναλλακτική λύση την επιπλέον παροχή εύρους ζώνης. Ως αποτέλεσμα, η OBS δεν μπόρεσε να ικανοποιήσει τις αρχικές προσδοκίες, προκαλώντας σκεπτικισμό όσον αφορά τη βιωσιμότητά της.

Πολλές εναλλακτικές λύσεις όσον αφορά τους αλγόριθμους ελέγχου, όπως οι «tell-and-go» [4], «just-in-time» [5], [6], «just enough time» [2] και αρκετές άλλες έχουν μελετηθεί και συγκριθεί [7]. Γρήγορες τεχνικές μεταγωγής κυκλώματος έχουν επίσης προσαρμοστεί στη λογική της OBS, υιοθετώντας είτε μονομερείς είτε διμερείς τεχνικές δέσμευσης [8]. Η επίδραση των διαφόρων μεθόδων συγκέντρωσης κίνησης έχει επίσης μελετηθεί [9]. Η λειτουργία με χρονοσχιστές στα συστήματα OBS έχει θεωρηθεί ως μία υποσχόμενη κατεύθυνση και έχει δείχθει ότι υπερτερεί των απλών συστημάτων OBS [10]-[12].

Σε αντίθεση με την οπτική μεταγωγή κυκλώματος μέσω δρομολόγησης μηκών κύματος, όπου η εγκατάσταση και η κατάργηση οπτικών μονοπατιών είναι πολύ αργές για να καταστούν αποδοτικές για κίνηση εκρηκτικής μορφής, η OBS μπορεί να επιτύχει κέρδος πολύπλεξης, αν και με αναπόφευκτα χαμηλή χρησιμοποίηση του συστήματος, λόγω έλλειψης σημαντικής ενταμίευσης μέσα στο οπτικό δίκτυο. Σε περίπτωση εκρηκτικής κίνησης, ο ρόλος των ενταμιευτών είναι εξαιρετικά κρίσιμος για την επίτευξη αξιόλογης χρησιμοποίησης. Μία μερική επίλυση του προβλήματος δίνεται από την πολύπλεξη διαίρεσης μηκών κύματος (WDM), η οποία παρέχει μία γκάμα από εναλλακτικά κανάλια εξόδου (με την προϋπόθεση βέβαια ότι υπάρχουν οι απαραίτητοι μετατροπείς μηκών κύματος (WCs)), και γι' αυτό το λόγο η OBS είναι περισσότερο χρήσιμη στα πλαίσια της WDM [1], [3]. Περαιτέρω αντίστοιχη βελτίωση μπορεί να δοθεί από την περιορισμένη ενταμίευση που προσφέρουν οι οπτικές γραμμές καθυστέρησης (FDLs). Δυστυχώς, και οι μετατροπείς μηκών κύματος αλλά και οι οπτικές γραμμές καθυστέρησης έχουν σημαντικό κόστος. Επιπλέον, τα λίγα κανάλια και οι περιορισμένες FDLs μπορούν να γίνουν αποδοτικά μόνο σε πολύ μικρές κλίμακες χρόνου, το οποίο δεν είναι αρκετό για τις ριπές δεδομένων που συναντώνται στα πραγματικά δίκτυα σήμερα. Για παράδειγμα, η καθυστέρηση ανά θύρα εξόδου για την επίλυση των συγκρούσεων σε τυπικούς δρομολογητές IP είναι της τάξης των 250 ms ανά θύρα [13],

δηλαδή αντιστοιχεί σε χώρο ενταμίευσης πάνω από 300 MB για ρυθμό 10 Gbps. Καθώς το απαιτούμενο μέγεθος χώρου ενταμίευσης είναι απαγορευτικό για αμιγώς οπτικές λύσεις, η μόνη εναλλακτική λύση που μένει είναι η αποδοχή χαμηλής χρησιμοποίησης.

5.2 Γενικό πλαίσιο

Στην περίπτωση της μεταγωγής OBS, παρ' όλη τη βοήθεια των καναλιών WDM και των FDLs, η κατάσταση όσον αφορά τις συγκρούσεις θυμίζει αρκετά τα πρωτόκολλα Aloha. Ωστόσο, στην περίπτωση της OBS μία ριπή μπορεί να χρειαστεί να διασχίσει αρκετούς μεταγωγείς, ελαττώνοντας έτσι τις πιθανότητες αποτυχίας. Είναι λογικό λοιπόν να επιζητούμε την αντίστοιχη βελτίωση επίδοσης που φέρνει η χρήση χρονοσχισμών, με την ίδια επιχειρηματολογία που ίσχυε και στην περίπτωση του Aloha με χρονοσχισμές, δηλαδή την αποφυγή της πιθανότητας μερικών (partial) συγκρούσεων. Ωστόσο, όπως θα φανεί στη συνέχεια, το κυριότερο κίνητρο για τη χρήση χρονοσχισμών είναι η ανάγκη να διατηρείται μία απλή αλλά λεπτομερής καταγραφή της κίνησης ώστε να εξαλειφθεί η ανάγκη για επανεκπομπές ριπών, με όλα τα συνεπακόλουθα προβλήματα ελέγχου φορτίου [7].

Είναι λογικό ότι η δημιουργία χρονοσχισμών από πακέτα μεταβλητού μεγέθους επιφέρει κάποια μείωση της απόδοσης του συστήματος, καθώς κάποιες χρονοσχισμές θα μένουν αναπόφευκτα κατά ένα ποσοστό μόνο πλήρεις (βλέπε και Κεφάλαιο 4). Στο σύστημα που προτείνεται, παρ' όλα αυτά, τα επίπεδα πληρότητας των χρονοσχισμών είναι εξαιρετικά υψηλά, αφού η συγκέντρωση των χρονοσχισμών εκτελείται παράλληλα με τις δεσμεύσεις. Η χρήση των χρονοσχισμών γίνεται με τρόπο παρόμοιο με αυτόν που περιγράφεται στο [11], με τη διαφορά ότι εδώ δεν υπάρχει η έννοια των πλαισίων (frames) και οι χειρισμοί αφορούν κάθε χρονοσχισμή ξεχωριστά.

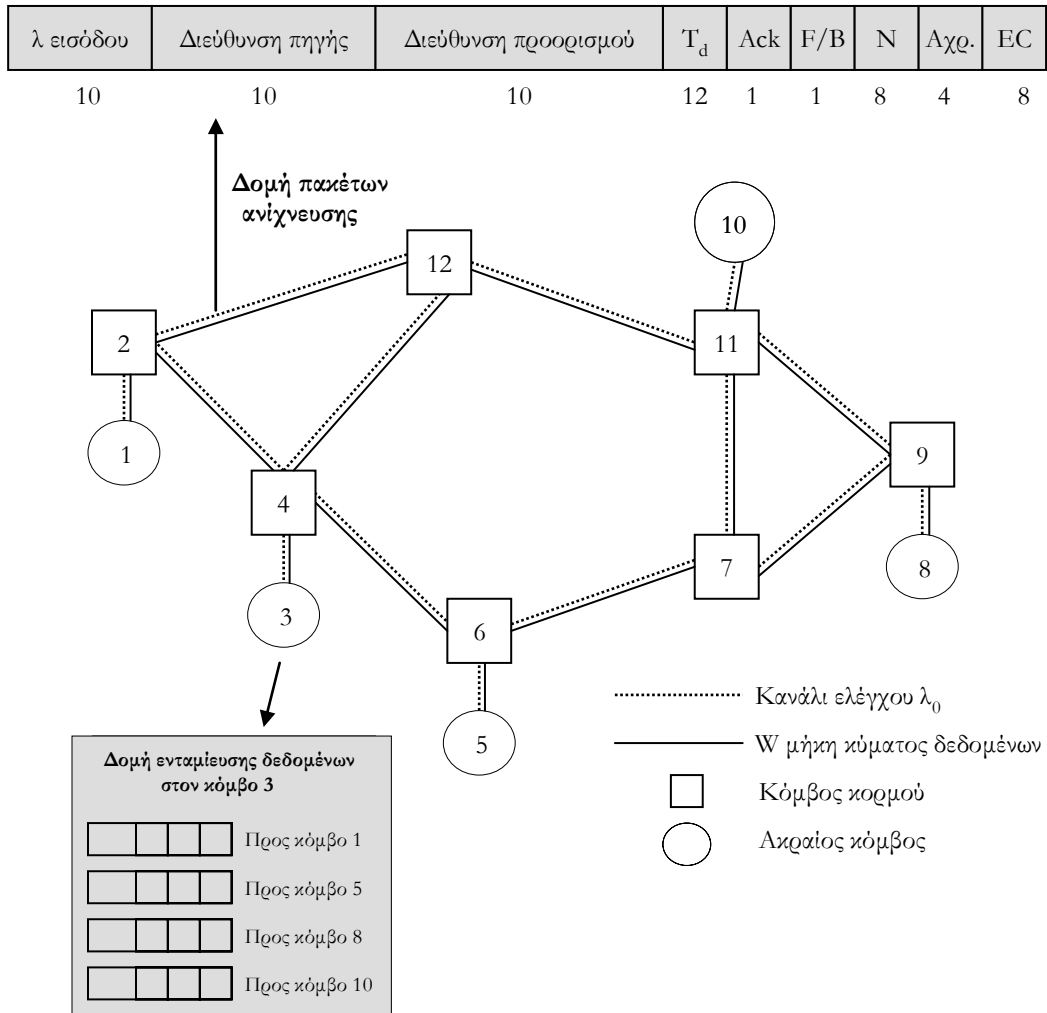
Αυτή η εργασία αντιμετωπίζει το πρόβλημα απωλειών στο οπτικό στρώμα (δηλαδή ανεξάρτητα από ενέργειες ανώτερων στρωμάτων) εξαλείφοντας την εκτός σειράς παράδοση πακέτων. Αυτό είναι εξαιρετικά σημαντικό για την ποιότητα υπηρεσίας, καθώς σε διαδραστικές εφαρμογές το πρωτόκολλο TCP δε χρησιμοποιείται, ενώ πρωτόκολλα κίνησης πραγματικού χρόνου (π.χ. RTP) δεν μπορούν να φέρουν στη σωστή σειρά κίνηση με μεγάλες διακυμάνσεις καθυστέρησης. Ακόμα και αν χρησιμοποιηθεί TCP, η απώλεια μεγάλων ριπών μπορεί να αναστατώσει τη λειτουργία του συστήματος, καθώς τέτοιες απώλειες στην OBS δε σημαίνουν πάντα συμφόρηση (οι περισσότερες είναι τυχαίες συγκρούσεις), ενώ το TCP είναι σχεδιασμένο να χρησιμοποιεί τις απώλειες ως μέτρο συμφόρησης (το οποίο ήταν σχεδόν πάντα αληθές στους δρομολογητές με ηλεκτρική ενταμίευση). Το σκεπτικό της προσέγγισης που παρουσιάζεται είναι η περαιτέρω εκμετάλλευση της φθηνής ηλεκτρικής ενταμίευσης στην περιφέρεια του δικτύου και η εισαγωγή μίας λεπτομερούς μεθόδου δεσμεύσεων η οποία λειτουργεί σε επίπεδο χρονοσχισμών. Σε σύγκριση με άλλες λύσεις βασισμένες σε διμερείς δεσμεύσεις, η καινοτομία αυτής της προσέγγισης είναι ότι οι διμερείς δεσμεύσεις είναι παραλληλισμένες με την έννοια ότι μία νέα αίτηση

αποστέλλεται προτού γίνει γνωστό το αποτέλεσμα των προηγούμενων, καθώς όλες οι αιτήσεις αναφέρονται σε χρονοσχιστές δεδομένων ίδιου μεγέθους και για το ίδιο ζεύγος πηγής-προορισμού. Η ιδέα μπορεί να χαρακτηριστεί ως «ανίχνευσε-και-στείλε», καθώς προτού αποσταλεί μία ριπή δεδομένων (η οποία στο σύστημα αυτό έχει τη μορφή μιας σταθερού μεγέθους χρονοσχιστής), η έκβαση των μελλοντικών συγκρούσεων σε όλους τους κόμβους κατά μήκος του μονοπατιού εξακριβώνεται από ένα πακέτο ανίχνευσης (scout). Το πακέτο ανίχνευσης ταξιδεύει στο κανάλι (μήκος κύματος) ελέγχου μεταφέροντας πληροφορίες, όχι μόνο για την προετοιμασία του οπτικού μονοπατιού για λογαριασμό της χρονοσχιστής δεδομένων (ριπής) όπως συνήθως γίνεται στην OBS, αλλά και για να ενημερωθεί από κάθε κόμβο σχετικά με το αποτέλεσμα της δρομολόγησης. Το πακέτο ανίχνευσης, σε αντίθεση με τα πακέτα ελέγχου της OBS, επιστρέφει στην πηγή του μεταφέροντας το αποτέλεσμα της προσπάθειας δέσμευσης πόρων. Για να καταστεί αυτό δυνατό, χρησιμοποιείται ένα offset ίσο με το χρόνο μετ' επιστροφής προς τον προορισμό. Σε περίπτωση αρνητικού αποτελέσματος δεν αποστέλλεται καμία χρονοσχιστή δεδομένων αλλά ένα νέο πακέτο ανίχνευσης. Αν αντίθετα το αποτέλεσμα είναι θετικό, τότε αποστέλλεται η πρώτη χρονοσχιστή δεδομένων της ουράς προς το συγκεκριμένο προορισμό. Με αυτόν τον τρόπο ο έλεγχος κατανέμεται μεταξύ των κόμβων, αφού αυτοί εκτελούν τη μεταγωγή και αποδέχονται ή απορρίπτουν δεσμεύσεις βάσει τοπικών πληροφοριών. Οι अपαράδεικτες συνέπειες των υπερβολικών απωλειών της OBS στην ποιότητα των εφαρμογών πραγματικού χρόνου και στη λειτουργία των μηχανισμών ελέγχου συμφόρησης του TCP έχουν προκαλέσει την εμφάνιση διαφόρων παραλλαγών της OBS, οι οποίες επιζητούν αξιόπιστη παράδοση των ριπών μέσω αρνητικών επιβεβαιώσεων και επαναποστολών στο οπτικό στρώμα [6]. Το πρόβλημα αυτής της προσέγγισης είναι ο φτωχός έλεγχος φορτίου, καθώς οι επαναποστολές προκαλούν περαιτέρω χειρότερηση της επίδοσης, επιδεινώνοντας τη συμφόρηση και προκαλώντας εκτός σειράς παραδόσεις πακέτων. Επιπλέον, ενδέχεται με αυτόν τον τρόπο να παραβιάζονται οι συμφωνημένοι μέσω συμβολαίου ρυθμοί, επιφέροντας έτσι ενέργειες αστυνόμευσης (policing). Το σχήμα που προτείνεται εδώ θα πρέπει να διαχωριστεί από τέτοιες μεθόδους, καθώς τα πακέτα ανίχνευσης που αποτυγχάνουν δε συνοδεύονται από ριπές δεδομένων, λειτουργώντας έτσι ως ένας μηχανισμός ελέγχου φορτίου, ενώ οι επαναποστολές ενσωματώνονται κομψά στη διαδικασία. Πάνω απ' όλα, δεν αποστέλλονται καθόλου ριπές εκτός σειράς, κάτι που είναι εξαιρετικά σημαντικό, καθώς η τοποθέτηση σε σωστή σειρά ριπών σε δίκτυα κορμού με ρυθμούς έως και Tb/s είναι μη ρεαλιστική.

Το σχήμα «ανίχνευσε-και-στείλε» θα πρέπει επίσης να διαχωριστεί από το – επηρεασμένο από το ATM – «ενημέρωσε-και-στείλε» (tell-and-wait) [4], το οποίο είναι αριστά συγγενές σε φιλοσοφία: Ένα πακέτο ελέγχου δεσμεύει εύρος ζώνης για μία ριπή, η οποία θα αποσταλεί μόνο αν η δέσμευση είναι επιτυχής. Ωστόσο, η μέθοδος αυτή δεν μπορεί να δεσμεύσει το κανάλι για ένα μόνο κλάσμα του χρόνου μετ' επιστροφής, μη διαθέτοντας τους απαραίτητους μηχανισμούς ελέγχου και συνεπώς αποκτά νόημα

μόνο για ριπές με διάρκειες της τάξης του χρόνου μετ' επιστροφής. Η OBS με δρομολόγηση μηκών κύματος (wavelength-routed OBS) [8] επίσης χρησιμοποιεί παρόμοια στρατηγική, αποφεύγοντας τις απώλειες μέσω διμερών δεσμεύσεων, αλλά και πάλι για πολύ μεγάλες ριπές (αρκετές δεκάδες ms).

Τα πλησιέστερα παραδείγματα στα οποία προσφέρεται αντίστοιχη ευελιξία σύντομων και παραλληλισμένων δεσμεύσεων είναι τα πρωτόκολλα ελέγχου πρόσβασης στο μέσο (MAC) που χρησιμοποιούνται στα παθητικά οπτικά δίκτυα (PON) [14] και στους μητροπολιτικούς δακτυλίους [15] και τα οποία αποτέλεσαν την έμπνευση για αυτό το σχήμα. Σε όλα αυτά τα συστήματα, τα οποία είναι μεσαίου μεγέθους, οι ομάδες προτυποποίησης υιοθέτησαν πρωτόκολλα MAC βασισμένα σε δεσμεύσεις για να αποφευχθεί η διατάραξη της ποιότητας υπηρεσίας από τις μεγάλες απώλειες των βασισμένων στο Aloha πρωτοκόλλων, κάτι που είναι ακόμα πιο απαραίτητο στα δίκτυα κορμού.



Σχήμα 5.1: Αρχιτεκτονική συστήματος

5.3 Αρχιτεκτονική συστήματος

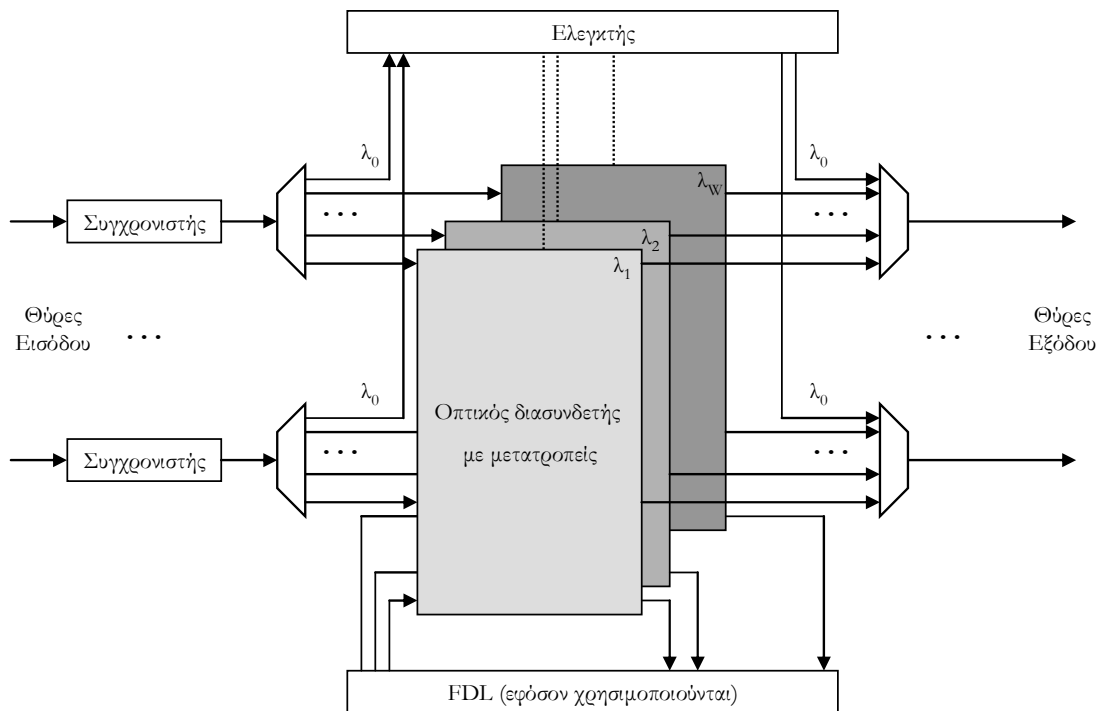
Η αρχιτεκτονική στην οποία αναφέρεται το προτεινόμενο σχήμα είναι παρόμοια με αυτή ενός τυπικού περιβάλλοντος OBS (βλέπε και το Σχήμα 3.1) και αποτελείται από περιφερειακούς (ακραίους) κόμβους οι οποίοι διαθέτουν ηλεκτρονικούς ενταμιευτές, και από αμιγώς οπτικούς κόμβους κορμού, όπου μόνο το κανάλι ελέγχου μετατρέπεται και υπόκειται σε επεξεργασία στο ηλεκτρονικό πεδίο, όπως φαίνεται στο Σχήμα 5.1. Οι ακραίοι κόμβοι, στους οποίους σχηματίζονται χρονοσχιμμές δεδομένων σταθερού μεγέθους από τη συγκέντρωση (και περιστασιακά κατάτμηση) πακέτων μεταβλητού μεγέθους τα οποία προέρχονται από πιο αργές ζεύξεις (π.χ. Gigabit Ethernet ή πιο αργές), διατηρούν διαφορετικές ουρές ανά προορισμό. Υιοθετείται δρομολόγηση πηγής και η γνώση των κόμβων για κάθε διαδρομή (οι οποίες βρίσκονται από κάποιο πρωτόκολλο εύρεσης τοπολογίας το οποίο λειτουργεί παράλληλα) περιλαμβάνει επίσης την καθυστέρηση μετ' επιστροφής, μετρημένη σε χρονοσχιμμές, η οποία ενημερώνεται μετά από κάθε αλλαγή στη δρομολόγηση. Οι κόμβοι κορμού διασυνδέονται μέσω W μηκών κύματος δεδομένων και ενός (λ_0) για έλεγχο.

Το μέγιστο μέγεθος ενός τέτοιου δικτύου καθορίζεται από την καθυστέρηση μετ' επιστροφής ενός πακέτου ανίχνευσης, η οποία θέτει ένα κάτω όριο στην καθυστέρηση των δεδομένων, επηρεάζοντας έτσι τις ευαίσθητες στην καθυστέρηση εφαρμογές. Συνεπώς, όπως ισχύει και για τις υπόλοιπες μεθόδους διμερούς δέσμευσης, το σχήμα αυτό δεν μπορεί να εφαρμοστεί για αποστάσεις μεγαλύτερες από 3000 km (30 ms χρόνος μετ' επιστροφής).

Η λειτουργία του συστήματος με χρήση χρονοσχιμών απαιτεί ότι οι ριπές/χρονοσχιμμές εισέρχονται στοιχισμένες από όλες τις θύρες. Αυτό επιτυγχάνεται από μονάδες συγχρονισμού όπως αυτές που περιγράφονται στο [11], οι οποίες βρίσκονται στις θύρες εισόδου κάθε κόμβου, όπως φαίνεται στο Σχήμα 5.2. Οι μονάδες συγχρονισμού μετατρέπουν την καθυστέρηση διάδοσης προς οποιονδήποτε άλλο κόμβο του συστήματος σε ένα ακέραιο πλήθος χρονοσχιμών. Αξίζει να σημειωθεί ότι το σύστημα παραμένει ασύγχρονο σε επίπεδο bit, καθώς δε χρειάζεται καθολικός συγχρονισμός ρολογιού με την έννοια της Σύγχρονης Ψηφιακής Ιεραρχίας (SDH). Χρησιμοποιούνται πομποδέκτες λειτουργίας ριπής, και κάθε δέκτης στοιχίζεται σε επίπεδο bit/byte μέσω ενός σχεδίου συγχρονισμού που βρίσκεται στη αρχή κάθε ριπής (χρονοσχιμής στην περίπτωση αυτή), όπως στην κλασική OBS. Η ρυθμιζόμενη (με μέγιστη τροποποίηση μίας χρονοσχιμής) καθυστέρηση της μονάδας συγχρονισμού λειτουργεί ταυτόχρονα σε όλα τα μήκη κύματος, και το κόστος της είναι πολύ μικρότερο από μία σειρά γραμμών οπτικής καθυστέρησης (FDL), οι οποίες συχνά χρησιμοποιούνται σε μεταγωγείς OBS, καθώς είναι αρκετά πιο απλή, χωρίς το πολύπλοκο κύκλωμα για τη μεταγωγή των ριπών προς και από τη σειρά των FDL.

Σε έναν τυπικό κόμβο κορμού όπως στο Σχήμα 5.2 οι εισερχόμενες ζεύξεις οδηγούνται πρώτα στον οπτικό συγχρονιστή, και στη συνέχεια τα κανάλια WDM διαχωρίζονται σε διαφορετικές ίνες οι

οποίες κατευθύνονται στους οπτικούς διασυνδέτες (crossbars) για χωριστή μεταγωγή και μετατροπή μήκους κύματος (αν χρειάζεται). Οι FDL τοποθετούνται στο κάτω μέρος του σχήματος για να τονιστεί το γεγονός ότι δεν υπάρχει κάποιο τεχνικό εμπόδιο για τη χρήση τους με σκοπό βελτιωμένες δυνατότητες αποφυγής συγκρούσεων, αλλά η επίδοση του συστήματος καθιστά τη χρήση τους (και το επιπλέον κόστος) μη αναγκαία. Η χρονοδρομολόγηση της μεταγωγής έχει ήδη προετοιμαστεί από τότε που τα πακέτα ανίχνευσης πέρασαν μέσω του κόμβου, όπως θα εξηγηθεί αναλυτικά στην επόμενη ενότητα. Οι έξοδοι των διασυνδετών οδηγούν, είτε στις FDL για χρονοσχιμμές που έχει προγραμματιστεί να υποστούν καθυστέρηση, είτε απευθείας στους παθητικούς οπτικούς πολυπλέκτες της εξόδου, οι οποίοι θα πολυπλέξουν όλα τα κανάλια δεδομένων, καθώς και το κανάλι ελέγχου (το οποίο περιέχει πληροφορίες ελέγχου προερχόμενες από τον ελεγκτή κόμβου) και θα τα οδηγήσουν στην αντίστοιχη θύρα εξόδου.



Σχήμα 5.2: Αρχιτεκτονική κόμβου

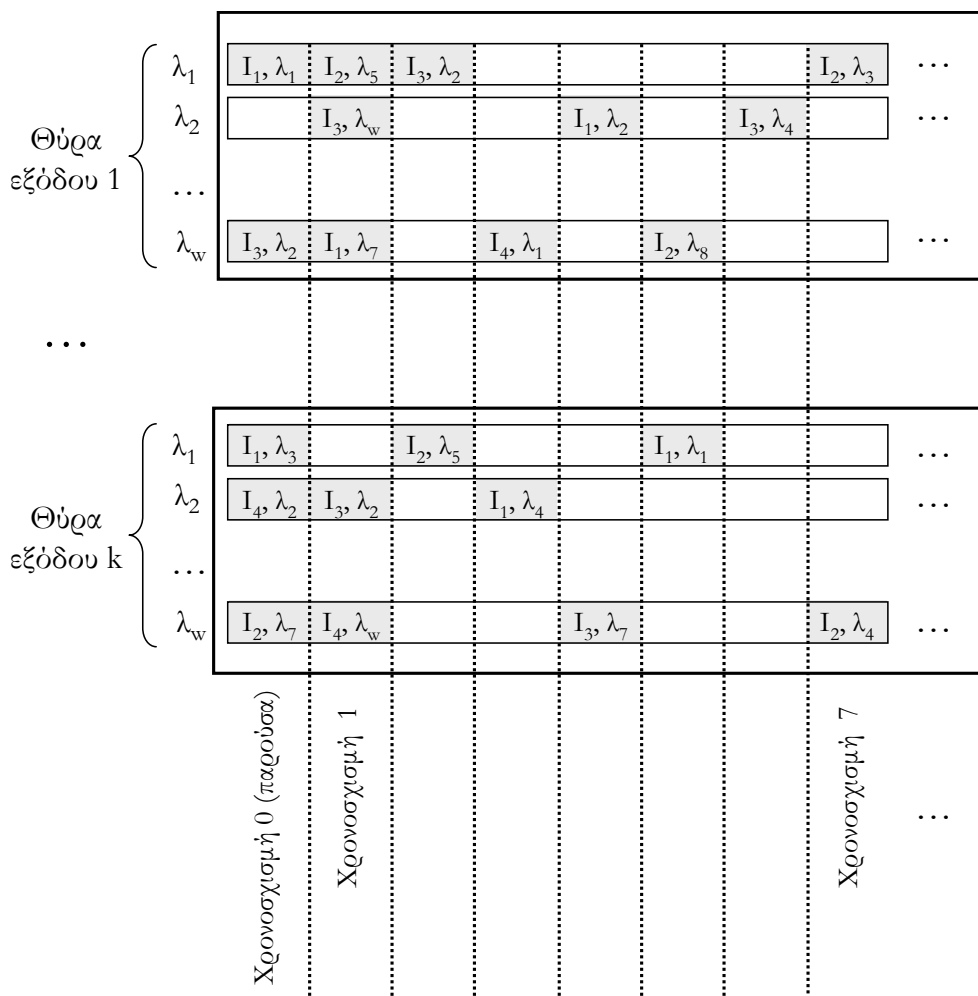
Όπως αναφέρθηκε νωρίτερα, οι χρονοσχιμμές δεδομένων ακολουθούν πακέτα ανίχνευσης, τα οποία αναχωρούν με την άφιξη του πρώτου byte της χρονοσχιμής, αφήνοντας έτσι άπλετο χρόνο ώστε οι πρώτες να συμπληρωθούν με πακέτα δεδομένων έως ότου τα πακέτα ανίχνευσης επιστρέψουν. Τα πακέτα ανίχνευσης βρίσκονται μέσα σε χρονοσχιμμές ελέγχου του ίδιου μεγέθους με αυτές των δεδομένων, οι οποίες επίσης συγχρονίζονται όπως εξηγήθηκε παραπάνω. Η μορφή ενός πακέτου

ανίχνευσης φαίνεται στο Σχήμα 5.1. Κάθε τέτοιο πακέτο περιέχει τις απαραίτητες πληροφορίες για μία χρονοσχιμή δεδομένων, περιλαμβάνοντας και τις διευθύνσεις πηγής και προορισμού (τοπικές διευθύνσεις του δικτύου, οι οποίες έχουν εύρος 10 bits, καλύπτοντας έτσι ένα δίκτυο 1024 κόμβων), το μήκος κύματος στο οποίο θα αφιχθεί η χρονοσχιμή δεδομένων (10 bits) και το offset T_d (12 bits), το οποίο υποδεικνύει πόσες χρονοσχιμές αργότερα θα συμβεί αυτό. Κατά την αναχώρηση του πακέτου, η παράμετρος T_d αρχικοποιείται στην (γνωστή) καθυστέρηση διάδοσης μετ' επιστροφής προς τον προορισμό σε χρονοσχιμές, συν το χρόνο επεξεργασίας των πακέτων ανίχνευσης σε όλους τους κόμβους που μεσολαβούν. Επιπλέον, περιέχονται δύο σημαίες (flags): Μία με την έκβαση της απόπειρας δέσμευσης (Ack ή Nack) και μία που υποδεικνύει αν το πακέτο ανίχνευσης ταξιδεύει προς τα εμπρός (εκτελώντας δεσμεύσεις) ή προς τα πίσω (δηλαδή επιστρέφει, με θετικό ή αρνητικό αποτέλεσμα). Επίσης υπάρχει ένα πεδίο N εύρους 8 bits, το οποίο μετρά τους κόμβους που έχει διασχίσει συνολικά το πακέτο. Αυτός ο αριθμός δεν μηδενίζεται όταν το πακέτο αποτύχει και χρειάζεται να αποσταλεί ξανά, αλλά συνεχίζει να μετρά έως η δέσμευση εκτελεστεί επιτυχώς. Τέλος, κάθε πακέτο ανίχνευσης περιέχει ένα πεδίο διόρθωσης λαθών EC (8 bits), το οποίο επιτρέπει διόρθωση ενός bit. Με τα τέσσερα αχρησιμοποίητα bits, το συνολικό μέγεθος φτάνει τα 64 bits. Για ρυθμό αποστολής 2,5 Gb/s στο μήκος κύματος ελέγχου και χρονοσχιμές των 100 μ s, κάθε χρονοσχιμή ελέγχου έχει μέγεθος 250000 bits και μπορεί να φιλοξενήσει περίπου 3900 πακέτα ανίχνευσης, τα οποία είναι πολύ περισσότερα από τις δυνατότητες επεξεργασίας οποιουδήποτε κόμβου. Συνεπώς, δεν αναμένεται συμφόρηση στο κανάλι ελέγχου. Καθώς ένα χαμένο πακέτο ανίχνευσης αντιμετωπίζεται ως αρνητικό μετά από T_d χρονοσχιμές, οι επιπτώσεις συμφόρησης τέτοιου είδους είναι ούτως ή άλλως αμελητέες.

5.4 Περιγραφή του ελέγχου και της χρονοδρομολόγησης

Ένα εισερχόμενο πακέτο ανίχνευσης ενημερώνει τον μεταγωγέα του κόμβου κορμού ότι T_d χρονοσχιμές αργότερα μία χρονοσχιμή δεδομένων θα εισέλθει από την ίδια θύρα και στο μήκος κύματος που καθορίζεται (από το αντίστοιχο πεδίο του πακέτου), διεκδικώντας τη θύρα εξόδου που επίσης καθορίζεται, υπονοώντας αίτηση για δέσμευση του ίδιου μήκους κύματος εάν αυτό είναι θα είναι διαθέσιμο (σε περίπτωση ύπαρξης μετατροπών μηκών κύματος, το μήκος κύματος εξόδου θα καθοριστεί από τον χρονοδρομολογητή). Όπως και σε άλλα συστήματα OBS, οι κόμβοι στο σύστημα λαμβάνουν μία πρόιμη προειδοποίηση από τα πακέτα ανίχνευσης, ώστε να προετοιμάσουν μελλοντικές λειτουργίες μεταγωγής αρκετές χρονοσχιμές αργότερα, ενώ ταυτόχρονα εκτελούν τις τωρινές λειτουργίες μεταγωγής, οι οποίες προφανώς είχαν προγραμματιστεί νωρίτερα. Όταν ένα πακέτο ανίχνευσης διεκδικεί μία έξοδο, οποιοσδήποτε συγκρούσεις με άλλα τέτοια πακέτα που εισέρχονται από άλλες θύρες εισόδου επιλύονται κατά την παρούσα χρονική χρονοσχιμή, λαμβάνοντας φυσικά υπόψη

και προηγούμενες αιτήσεις για τις ίδιες χρονοσχισμές που έχουν ήδη σημειωθεί στο ιστορικό χρονοδρομολόγησης, το οποίο φαίνεται σχηματικά στο Σχήμα 5.3.



Σχήμα 5.3: Ιστορικό χρονοδρομολόγησης

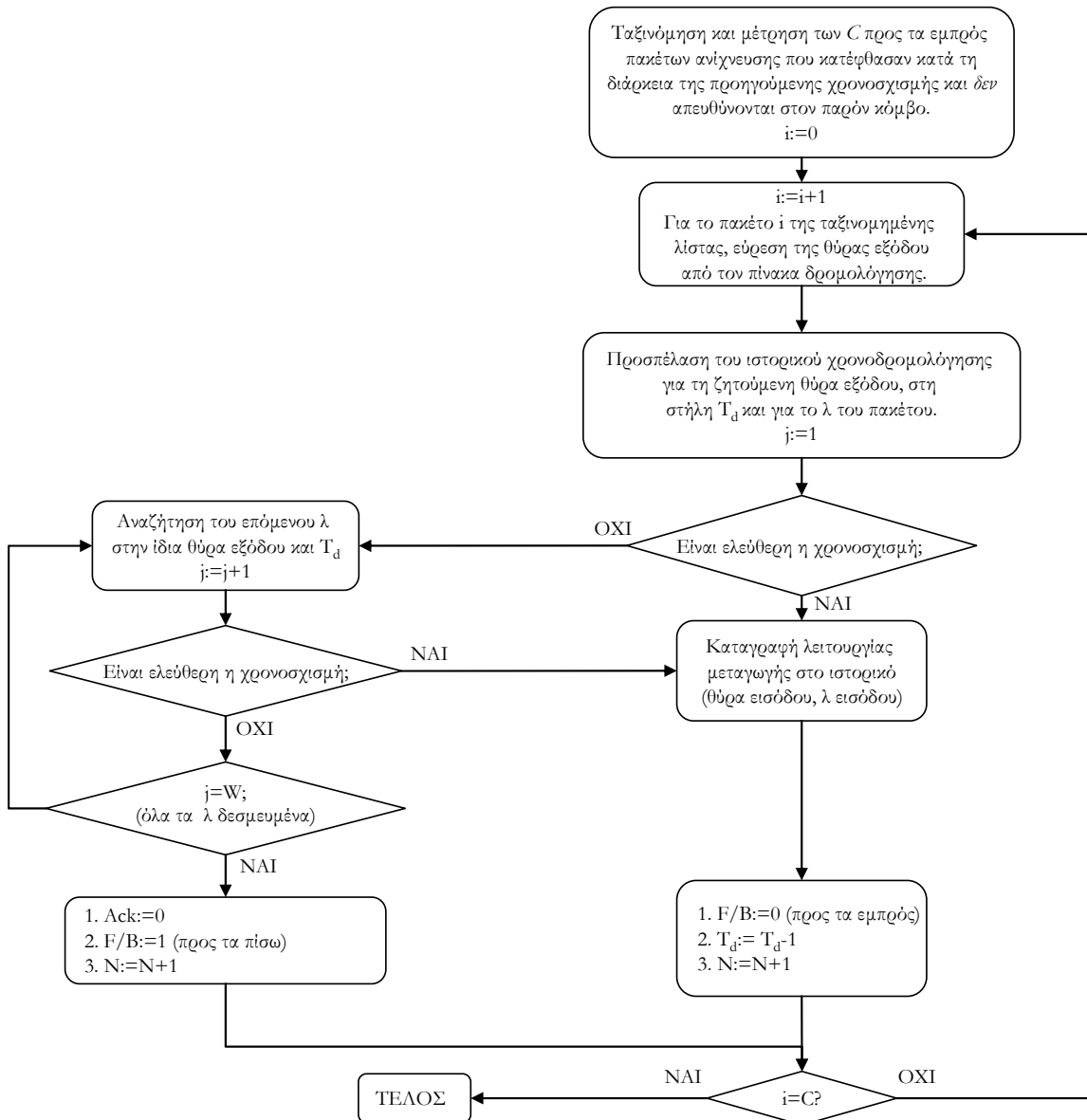
Ο αλγόριθμος είναι πολύ απλός και το λογικό του διάγραμμα απεικονίζεται στο Σχήμα 5.4. Να σημειώσουμε ότι το διάγραμμα αυτό αναφέρεται μόνο στα προς τα εμπρός πακέτα ανίχνευσης και τα οποία δεν έχουν ως τελικό προορισμό τον κόμβο στον οποίο εκτελείται ο αλγόριθμος, καθώς μόνο αυτά περιέχουν αιτήσεις χρονοδρομολόγησης. Στο αντίστοιχο διάγραμμα για τα προς τα πίσω πακέτα και αυτά που απευθύνονται στο συγκεκριμένο κόμβο, απλώς θα προωθούνταν όλα τα πακέτα ένα βήμα πιο κόντα στην πηγή τους, αυξάνοντας μόνο το πεδίο N κατά ένα (για τη δεύτερη κατηγορία πακέτων θα έπρεπε επιπλέον τα πεδία F/B και ACK να τεθούν στην τιμή 1). Για να αποφασιστεί η σειρά με την οποία εξετάζονται τα πακέτα ανίχνευσης, τα εισερχόμενα πακέτα ταξινομούνται σε φθίνουσα σειρά βάσει του πεδίου N . Πακέτα με διαφορετικές τιμές T_d δε συναγωνίζονται ποτέ για την ίδια χρονοσχισμή και

μπορούν να υποστούν επεξεργασία παράλληλα. Μεταξύ των πακέτων που διαθέτουν ίδια τιμή T_d , αυτά με μεγαλύτερο N κερδίζουν, καθώς η απόρριψή τους θα προκαλούσε μεγαλύτερη ζημιά αφού έχουν διασχίσει περισσότερους κόμβους (περιλαμβάνοντας προηγούμενες αποτυχημένες προσπάθειες). Μεταξύ πακέτων με ίδιο N , η επιλογή είναι τυχαία.

Για την εκτέλεση της χρονοδρομολόγησης, ο ελεγκτής μεταγωγής πηγαίνει T_d χρονοσχισμές αργότερα στο ιστορικό και ελέγχει αν η πόρτα εξόδου έχει αυτό το μήκος κύματος ελεύθερο για τη συγκεκριμένη χρονοσχισμή. Αν ναι, καταγράφει τη μελλοντική λειτουργία μεταγωγής (δηλαδή θύρα και μήκος κύματος εισόδου, στη θέση του ιστορικού που αντιστοιχεί στη θύρα και το μήκος κύματος εξόδου) και αποδεσμεύει το πακέτο. Αν το μήκος κύματος είναι δεσμευμένο, ελέγχει εάν κάποιο άλλο μήκος κύματος είναι ελεύθερο και προγραμματίζει τον κατάλληλο μετατροπέα. Αν δε βρεθεί καμία ελεύθερη θέση, ο ελεγκτής επιστρέφει το πακέτο προς την πηγή του, μέσω της ζεύξης απ' όπου αυτό εισήλθε, έχοντας προηγουμένως συμπληρώσει όλα τα απαραίτητα πεδία, με το πεδίο *ACK* να έχει την τιμή 0. Τα παραπάνω φαίνονται στο παράδειγμα του ιστορικού χρονοδρομολόγησης στο Σχήμα 5.3, όπου τα σκιασμένα κελιά υποδεικνύουν κατειλημμένες θέσεις (περιέχοντας όλες τις πληροφορίες μεταγωγής), ενώ οι ελεύθερες θέσεις είναι λευκές. Το βάθος του ιστορικού χρονοδρομολόγησης καθορίζεται από τη μέγιστη δυνατή τιμή T_d στο σύστημα συν τη συνολική «χωρητικότητα» των FDL σε χρονοσχισμές, εφόσον αυτές είναι διαθέσιμες και υλοποιείται σε μνήμη RAM.

Όπως ήδη αναφέρθηκε, τα πακέτα ανίχνευσης που διαμάχονται είναι αυτά με ίδιες τιμές T_d και αυτά τα οποία έχουν ήδη κατοχυρώσει δεσμεύσεις στην αντίστοιχη θέση του ιστορικού χρονοδρομολόγησης. Ωστόσο, τα τελευταία έχουν προφανώς κερδίσει, καθώς πέρασαν νωρίτερα από τον κόμβο. Στις περισσότερες περιπτώσεις¹ αυτό έχει συμβεί γιατί τα εν λόγω πακέτα έχουν να διανύσουν μεγαλύτερη διαδρομή. Συνεπώς, ένα πακέτο ανίχνευσης που έχει διασχίσει ή πρόκειται να διασχίσει πολλούς κόμβους είναι πιο δύσκολο να απορριφθεί. Αντίθετα, σε ένα σύστημα OBS, ένα πακέτο ελέγχου ριπής έχει την ίδια πιθανότητα με όλα τα υπόλοιπα να απορριφθεί σε οποιονδήποτε από του ενδιάμεσους κόμβους, ακόμα και στον τελευταίο (ενώ έχει ήδη διασχίσει επιτυχώς όλους τους προηγούμενους). Η προμιοδότηση των χρονοσχισμών που διανύουν μεγαλύτερες διαδρομές είναι ένα από τα πιο σημαντικά χαρακτηριστικά του σχήματος, όπως θα φανεί και στην ενότητα αποτίμησης της επίδοσής του.

¹ Όχι πάντα: Γιατί ενδέχεται τα πακέτα που έχουν ήδη κάνει τη δέσμευση να διαθέτουν ίδιο μήκος διαδρομής, αλλά ο συγκεκριμένος κόμβος να βρίσκεται στην αρχή της διαδρομής τους (έτσι ώστε η τιμή T_d να έχει μειωθεί λιγότερο – υπενθυμίζεται η μείωση της κατά ένα, σε κάθε ενδιάμεσο κόμβο).



Σχήμα 5.4: Λογικό διάγραμμα χρονοδρομολόγησης

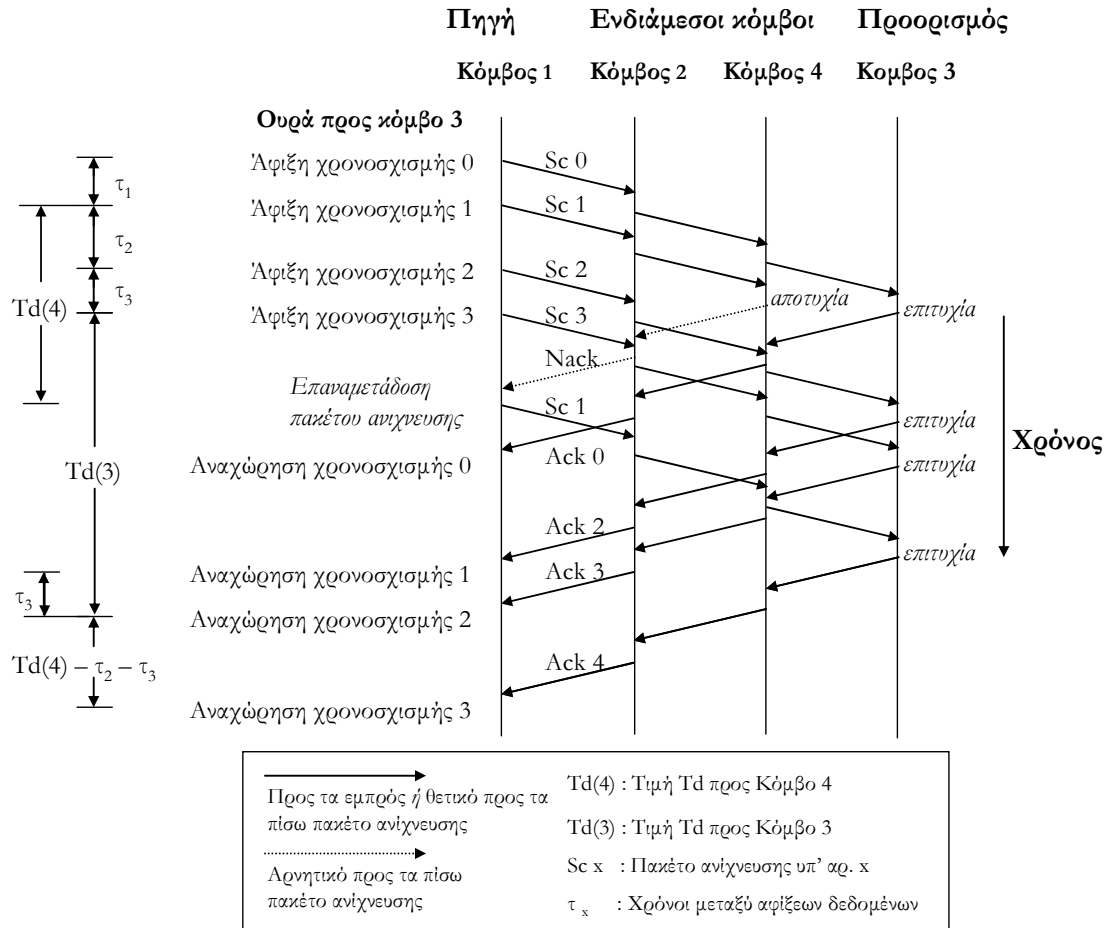
Τα πακέτα ανίχνευσης που δεν βρήκαν ελεύθερη θέση χρονοδρομολόγησης και επιστρέφονται προς την πηγή τους, χωρίς να έχουν ολοκληρώσει την πορεία τους, αποστέλλονται ξανά από τον κόμβο πηγής. Σε αυτή την περίπτωση δε θα σταλεί καμία χρονοσχιμή δεδομένων, αποφεύγοντας έτσι την απώλεια δεδομένων. Αυτή είναι επίσης μία από τις μεγάλες διαφορές σε σύγκριση με άλλα συστήματα OBS. Από την άλλη μεριά, τα επιτυχημένα πακέτα συνεχίζουν το ταξίδι τους προς τον προορισμό, προσπαθώντας να ανοίξουν το δρόμο για μία χρονοσχιμή δεδομένων της αντίστοιχης ουράς. Το τελικό αποτέλεσμα είναι ότι τα πακέτα ανίχνευσης εκτελούν μία προεπισκόπηση του τι θα συνέβαινε στις αντίστοιχες χρονοσχιμές εάν αυτές όντως αποστέλλονταν. Συνοψίζοντας, T_d χρονοσχιμές μετά από

την άφιξη μίας χρονοσχιμής δεδομένων, άρα και από την αποστολή ενός πακέτου ανίχνευσης, είτε ένα θετικό τέτοιο πακέτο επιστρέφει, προκαλώντας την αναχώρηση μίας χρονοσχιμής δεδομένων, είτε ένα αρνητικό πακέτο έχει ήδη αψιχθεί, έχοντας προκαλέσει την επαναποστολή του.

Ο χρόνος μετ' επιστροφής για τις χρονοσχιμές ελέγχου είναι μεγαλύτερος από αυτόν των χρονοσχιμών δεδομένων κατά τον επιπλέον χρόνο που χρειάζεται σε κάθε κόμβο για επεξεργασία. Λόγω της απλότητας του αλγορίθμου χρονοδρομολόγησης, ώστε να προσφέρεται για γρήγορες υλοποιήσεις, καθυστέρηση επεξεργασίας της τάξης της μίας χρονοσχιμής είναι αρκετή. Έτσι, για κάθε δέσμευση, απαιτείται τουλάχιστον ο χρόνος μετ' επιστροφής των χρονοσχιμών ελέγχου και κάθε πακέτο ανίχνευσης που αναχωρεί μαριάρεται με T_d ίσο με αυτό το χρόνο. Κάθε ενδιάμεσος κόμβος στην προς τα εμπρός πορεία του πακέτου μειώνει κατά ένα αυτή την τιμή, ώστε να αφαιρεθεί η επιπλέον χρονοσχιμή που απαιτείται για επεξεργασία. Έτσι, το πακέτο ανίχνευσης εμφανίζεται σε κάθε κόμβο κατά T_d (την τιμή που έχει στο αντίστοιχο πεδίο) χρονοσχιμές νωρίτερα, επιτρέποντας απλή χρονοδρομολόγηση, παρόλο που αυτή καθ' αυτή η τιμή του T_d αλλάζει καθώς το πακέτο ταξιδεύει.

Αξιζει να σημειωθεί ότι, κατά βάση οι πηγές δε χρειάζεται να διατηρούν τις τιμές T_d ώστε να γνωρίζουν πότε θα αποστείλουν τα δεδομένα. Στην επόμενη χρονοσχιμή από την άφιξη ενός θετικού πακέτου ανίχνευσης αναχωρεί απλώς η πρώτη χρονοσχιμή δεδομένων από την ουρά που αντιστοιχεί στο πεδίο διεύθυνσης προορισμού του πακέτου (υπενθυμίζεται ότι οι ουρές είναι οργανωμένες ανά προορισμό). Η άφιξη οποιοδήποτε αρνητικού πακέτου, από την άλλη μεριά, θα οδηγήσει σε επαναποστολή, όπως φαίνεται στο Σχήμα 5.5. Είναι ξεκάθαρο ότι τα πακέτα ανίχνευσης δεν ανήκουν σε συγκεκριμένες χρονοσχιμές δεδομένων. Όπως έχει ήδη αναφερθεί, η πρώτη χρονοσχιμή δεδομένων στην ουρά αποστέλλεται με κάθε θετικό πακέτο ανίχνευσης που επιστρέφει, ανεξάρτητα με το εάν το συγκεκριμένο πακέτο είχε αποσταλεί κατά την άφιξη των συγκεκριμένων δεδομένων. Ένα παράδειγμα φαίνεται στο Σχήμα 5.5, όπου η χρονοσχιμή δεδομένων 1 αναχωρεί χρησιμοποιώντας το πακέτο ανίχνευσης που στάλθηκε με την άφιξη της χρονοσχιμής δεδομένων 2, καθώς το «δικό της» πακέτο ανίχνευσης απέτυχε και η επιτυχημένη επιστροφή του (μετά από επαναποστολή) ήρθε αργότερα και χρησιμοποιήθηκε από τη χρονοσχιμή δεδομένων 3. Αυτός ο τρόπος λειτουργίας προκαλεί σημαντική βελτίωση στην επίδοση του συστήματος: Κατ' αρχήν, δεν παραβιάζεται ποτέ η αρχή FIFO σε κάθε ουρά, ενώ κάθε στιγμή βρίσκονται καθ' οδόν τόσα πακέτα ανίχνευσης, όσες και οι χρονοσχιμές δεδομένων που περιμένουν στην ουρά. Επιπλέον, αν και η μέση καθυστέρηση των χρονοσχιμών παραμένει ίδια, παρέχεται σημαντική βελτίωση στη *διακύμανση* της (jitter), σε σχέση με μία περίπτωση όπου κάθε πακέτο ανίχνευσης θα ανήκε αποκλειστικά στην χρονοσχιμή που προκάλεσε την αποστολή του. Αυτό γίνεται φανερό με τη βοήθεια του παραδείγματος στο Σχήμα 5.5. Αν είχαμε ένα-προς-ένα αντιστοίχιση χρονοσχιμών δεδομένων και πακέτων ανίχνευσης, η χρονοσχιμή 1 είχε επιπλέον καθυστέρηση $T_d(4)$, ενώ οι 2 και 3 θα αναχωρούσαν κανονικά. Αυτό που συμβαίνει όμως, είναι ότι η

επιπλέον καθυστέρηση αυτή μοιράζεται μεταξύ των χρονοσχισμών 1, 2 και 3 ως εξής: τ_2 για τη χρονοσχισμή 1, τ_3 για τη 2 και $T_d(4) - \tau_2 - \tau_3$ για τη χρονοσχισμή 3. Έτσι, η μέγιστη διαφορά στην καθυστέρηση μεταξύ διαδοχικών χρονοσχισμών μειώνεται¹.



Σχήμα 5.5: Ενδεικτικά παραδείγματα λειτουργίας των πακέτων ανίχνευσης

Για λόγους αξιοπιστίας του συστήματος πάντως, προβλέπονται χρονοσχισμοί για την ανίχνευση τυχόν χαμένων πακέτων ανίχνευσης, στη σπάνια περίπτωση λαθών μετάδοσης που δεν μπόρεσαν να διορθωθούν από το πεδίο EC. Με αυτό τον τρόπο είναι εγγυημένο ότι η μη επιστροφή ενός πακέτου ανίχνευσης μετά από T_d χρονοσχισμούς θα προκαλέσει την αναχώρηση ενός πακέτου αντικατάστασης, εξασφαλίζοντας έτσι ότι δεν υπάρχουν ενταμιευμένα δεδομένα χωρίς αντίστοιχα πακέτα ανίχνευσης.

¹ Στο συγκεκριμένο παράδειγμα έχει φυσικά ληφθεί ως δεδομένο ότι οι χρόνοι τ_x μεταξύ αφίξεων δεδομένων είναι αρκετά μικρότεροι από τις τιμές T_d , μία υπόθεση αρκετά λογική.

Τέλος, τα αποτυχημένα πακέτα ανίχνευσης δεν ακυρώνουν κατά την επιστροφή τις επιτυχημένες δεσμεύσεις που εκτέλεσαν στους πρώτους κόμβους της διαδρομής τους. Αυτό αποφασίστηκε για λόγους απλότητας υλοποίησης του σχήματος, καθώς η απλή ερμηνεία της τιμής T_d κατά την προς-τα-εμπρός πορεία των πακέτων, στην οποία βασίζεται και όλη η ιδέα, δεν ισχύει κατά την επιστροφή, απαιτώντας έτσι πιο περίπλοκους χρονικούς υπολογισμούς. Επιπλέον, το όφελος από μια τέτοια ενέργεια δε θα ήταν σημαντικό, καθώς κατά τη χρονική στιγμή της ακύρωσης των δεσμεύσεων μόνο πακέτα που αναφέρονται σε πολύ μικρές διαδρομές θα έχουν τη δυνατότητα να χρησιμοποιήσουν τις αποδεσμευμένες θέσεις.

5.5 Αξιολόγηση της Επίδοσης της Προτεινόμενης Αρχιτεκτονικής

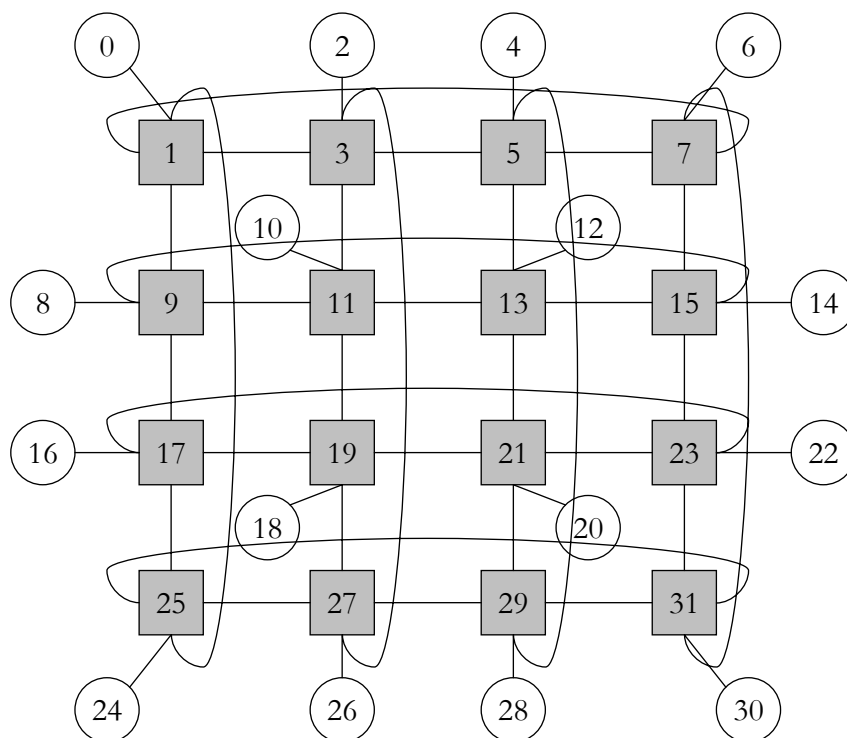
Για την αξιολόγηση της επίδοσης του προτεινόμενου μηχανισμού σχεδιάστηκε και αναπτύχθηκε ένα μοντέλο προσομοίωσης σε υπολογιστή. Για την μελέτη και κατανόηση των διαφόρων χαρακτηριστικών του επιλέχθηκαν δύο γενικές τοπολογίες. Η μία είναι ένα δίκτυο κορμού Torus 4x4 ενώ η άλλη είναι βασισμένη στο δίκτυο κορμού των Η.Π.Α., NSFNET (National Science Foundation Network) με παραμέτρους κατά το δυνατόν αντίστοιχες με αυτές του πραγματικού δικτύου.

5.5.1 Η τοπολογία Torus 4x4

Επιλέχθηκε η χρήση της τοπολογίας Torus 4x4 για το δίκτυο κορμού, επειδή αφενός έχει χρησιμοποιηθεί σε αρκετές μελέτες δικτύων OBS (π.χ. [2], [3]) και αφετέρου εξαιτίας του γεγονότος ότι πρόκειται για μία πλήρως συμμετρική τοπολογία, όντας έτσι κατάλληλη για αξιολόγηση των χαρακτηριστικών της προτεινόμενης αρχιτεκτονικής χωρίς να επηρεαζόμαστε από πιθανές ιδιομορφίες ενός πραγματικού δικτύου.

Όπως φαίνεται στο Σχήμα 5.6, όλοι οι κόμβοι του δικτύου κορμού (εμφανίζονται σκιασμένοι στο σχήμα και είναι αριθμημένοι με περιττούς αριθμούς) περιλαμβάνουν μία περιφερειακή διεπαφή, η οποία τους συνδέει με τους αντίστοιχους ακραίους κόμβους (οι μη σκιασμένοι και με άρτια αρίθμηση κόμβοι). Οι ακραίοι κόμβοι παράγουν την εισερχόμενη στο δίκτυο κίνηση, που απευθύνεται με ίση πιθανότητα προς όλους τους υπόλοιπους ακραίους κόμβους. Οι διαδρομές που ακολουθούνται καθορίζονται από έναν αλγόριθμο εύρεσης συντομότερων μονοπατιών ο οποίος εκτελείται αρχικά και επιλέγει τυχαία ένα από τα συντομότερα μονοπάτια για κάθε ζεύγος ακραίων κόμβων (εάν υπάρχουν πολλαπλά ισοδύναμα). Στη συνέχεια τα συγκεκριμένα μονοπάτια χρησιμοποιούνται για οποιαδήποτε επικοινωνία μεταξύ των συγκεκριμένων κόμβων κατά τη διάρκεια των εξομοιώσεων.

Υπάρχουν W μήκη κύματος σε ρυθμό 10 Gbps για δεδομένα και ένα μήκος κύματος για έλεγχο σε κάθε ζεύξη του δικτύου και προς κάθε κατεύθυνση. Θεωρείται ότι υπάρχουν αρκετοί μετατροπείς σε κάθε κόμβο, ώστε να έχουμε πλήρη μετατροπή μηκών κύματος οπουδήποτε στο δίκτυο. Επίσης, θεωρούμε ότι οι κόμβοι δεν διαθέτουν οπτικές γραμμές καθυστέρησης (FDLs).



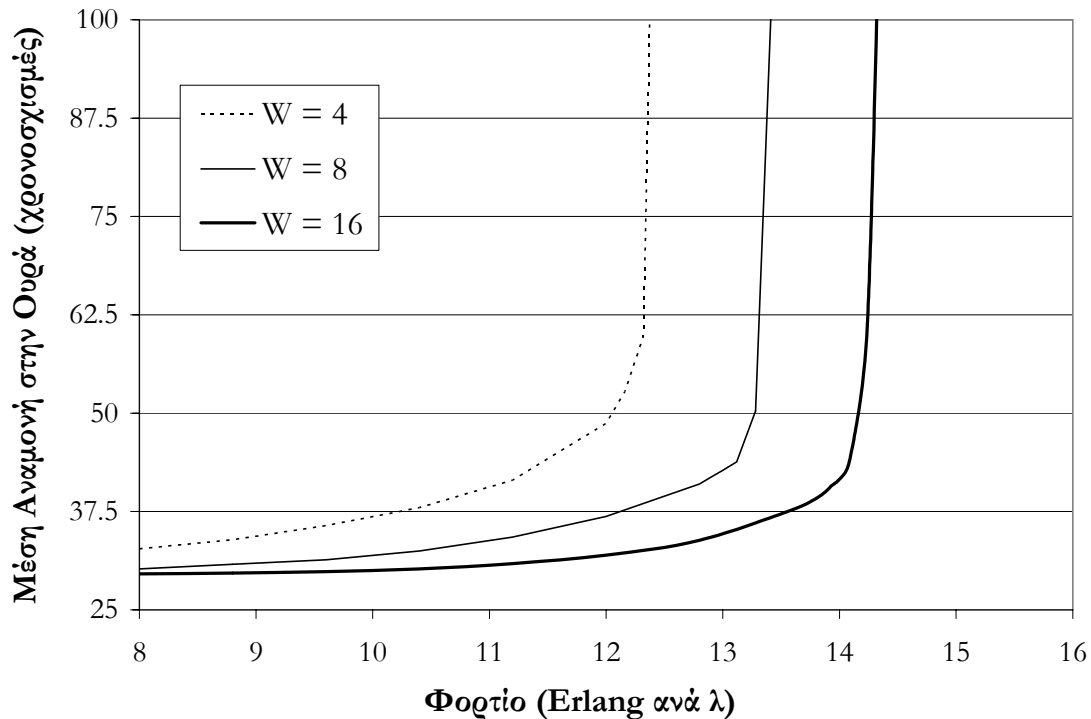
Σχήμα 5.6: Η τοπολογία δικτύου κορμού Torus 4x4

Στα πειράματα που έγιναν, οι πηγές παρήγαγαν χρονοσχισμένες δεδομένων διάρκειας $100 \mu s$ (125 kB). Το μήκος των ζεύξεων μεταξύ των κόμβων κορμού μπορεί να φιλοξενήσει 10 χρονοσχισμένες, το οποίο αντιστοιχεί σε απόσταση περίπου 200 km (υποθέτοντας ταχύτητα διάδοσης 200 km/ms). Όσον αφορά την απόσταση των ακραίων κόμβων από τους αντίστοιχους κόμβους κορμού, δημιουργήθηκαν δύο διαφορετικά σενάρια: Στο πρώτο, η απόσταση αυτή ισούται με 1 χρονοσχιμμή (20 km), ενώ στο δεύτερο οι ακραίοι κόμβοι θεωρείται ότι συμπίπτουν με τους αντίστοιχους κόμβους κορμού. Στο πρώτο σενάριο θα μπορέσουμε να μελετήσουμε δύο από τις σημαντικότερες στατιστικές παραμέτρους του συστήματος, την μέση καθυστέρηση αναμονής ριπών στους ενταμιευτές και τη διακύμανση της καθυστέρησης αυτής. Στο δεύτερο, θα συγκρίνουμε την απόδοση του συστήματος με άλλες προσεγγίσεις, όσον αφορά τις πιθανότητες απώλειας ριπής.

5.5.1.1 1^ο Σενάριο

Το Σχήμα 5.7 δείχνει τη μέση καθυστέρηση χρονοσχιμών στους ηλεκτρονικούς ενταμιευτές του ακραίου κόμβου 0 (η τοπολογία, όπως και η φόρτωση του δικτύου είναι συμμετρική, οπότε τα αποτελέσματα είναι ενδεικτικά για οποιονδήποτε άλλο ακραίο κόμβο), για τις ουρές που απευθύνονται στους κοντινότερους του προορισμούς (απόσταση τριών βημάτων, με άλλα λόγια προς τους ακραίους

κόμβους 2, 6, 8 και 24), εκφρασμένη σε χρονοσχισμές, ως συνάρτηση της μέσης φόρτωσης του δικτύου σε Erlang ανά μήκος κύματος. Οι συγκεκριμένες ουρές επιλέχθηκαν επειδή, όπως έχει ήδη εξηγηθεί, είναι αυτές στις οποίες γίνεται πρώτα αισθητή η συμφόρηση και συνεπώς μπορούν να μας δώσουν μία σωστή εικόνα της περιοχής ομαλής λειτουργίας του συνολικού συστήματος. Οι ενταμιευτές θεωρούνται άπειρου μεγέθους, κάτι που επιτρέπει την ευκολότερη διάγνωση της αστάθειας στο δίκτυο. Δίδονται αποτελέσματα για 4, 8 και 16 μήκη κύματος σε κάθε ζεύξη.

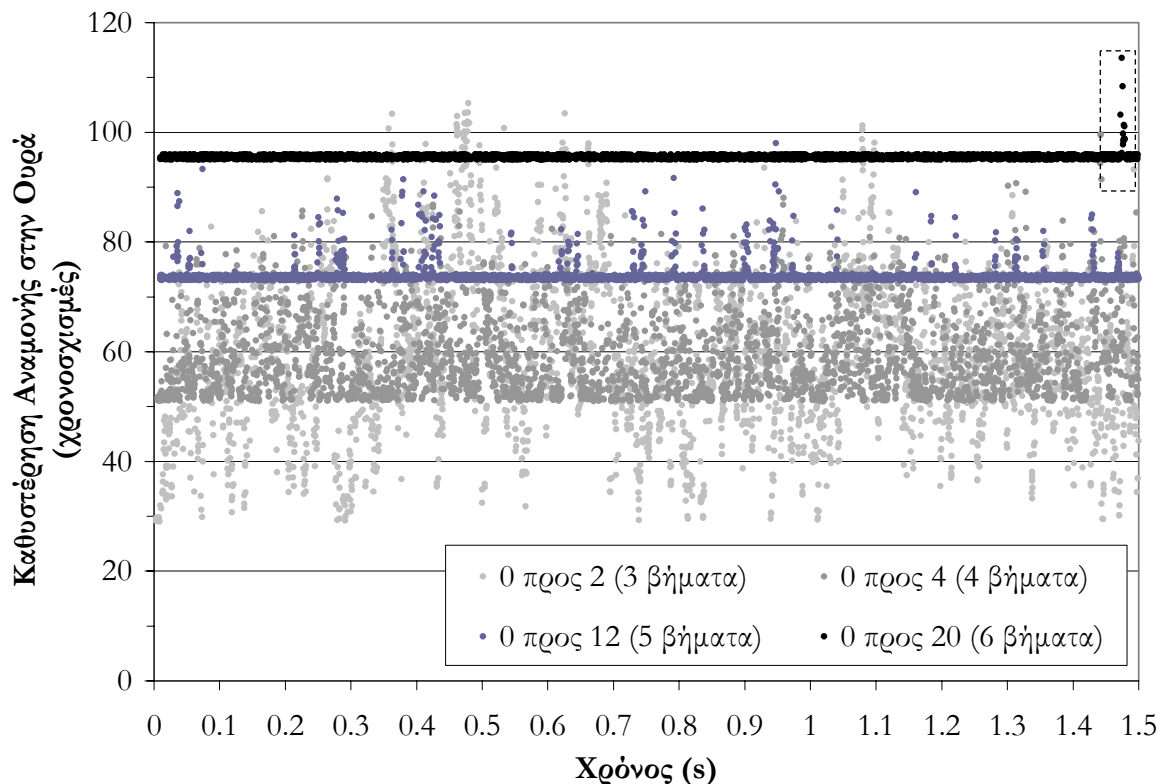


Σχήμα 5.7: Μέση καθυστέρηση αναμονής στην ουρά για τις ουρές τριών βημάτων του κόμβου 0 της τοπολογίας Torus 4x4, για $W = 4, 8$ και 16.

Όπως είναι φανερό, η βελτίωση από τα 8 στα 16 μήκη κύματος δεν είναι τόσο υψηλή, κάτι που υποδεικνύει ότι με την προτεινόμενη αρχιτεκτονική μπορεί να επιτευχθεί καλή επίδοση με μικρό πλήθος (ακριβών) μετατροπέων μηκών κύματος. Σε χαμηλά φορτία, η καθυστέρηση ουσιαστικά παραμένει κοντά στο μέσο χρόνο μετ' επιστροφής, καθώς κάθε χρονοσχισμή αναχωρεί με την επιστροφή του – σχεδόν πάντα θετικού – πακέτου ανίχνευσης την αποστολή του οποίου προκάλεσε. Καθώς το φορτίο αυξάνει περαιτέρω, η καθυστέρηση αρχίζει να αυξάνει αργά, προσφέροντας προβλεψιμότητα, έως ότου το σύστημα φτάσει στην κατάρρευση.

Για να επιτύχει αυτή τη βελτιωμένη επίδοση, το σύστημα βασίζεται σε ένα συνδυασμό χαρακτηριστικών τα οποία βελτιώνουν την αποδοτικότητα της χρονοδρομολόγησης. Κατ' αρχήν η

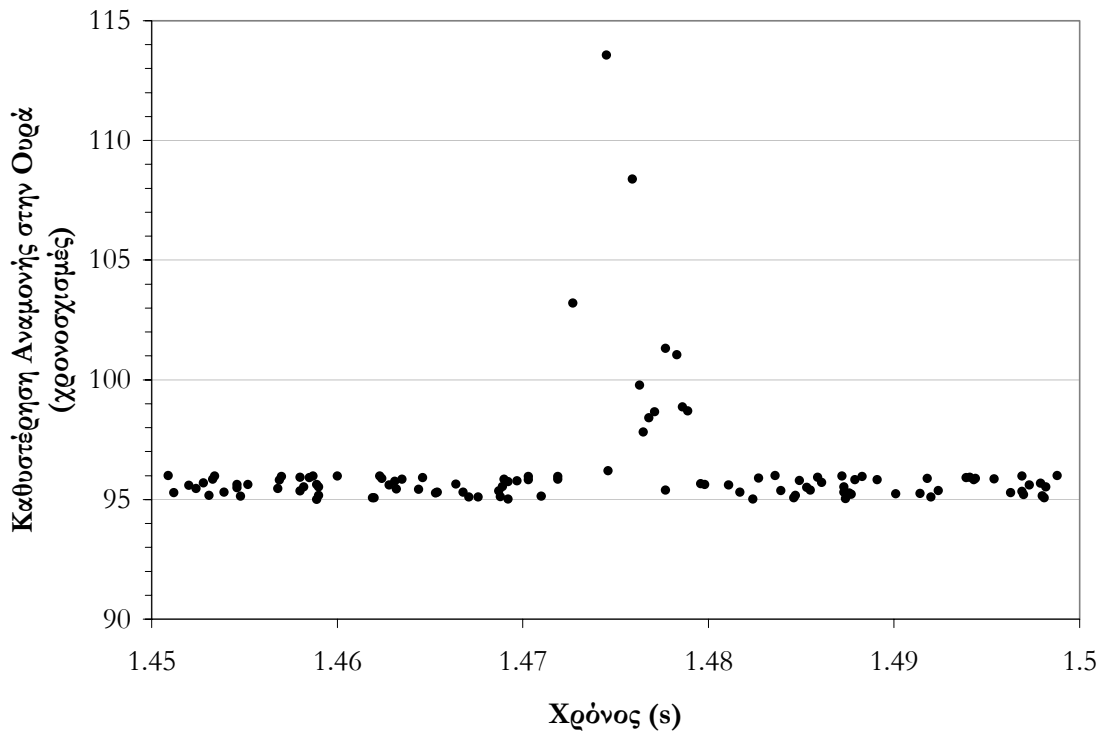
χρήση χρονοσχισμών αποτρέπει τις μερικές συγκρούσεις χωρίς την ανάγκη κατάτμησης ριπών [18], ενσωματώνοντας επίσης με φυσικό τρόπο τη συμπλήρωση κενών που εμφανίζεται σε διάφορες παραλλαγές της OBS [7]. Επιπλέον, βελτιώνεται η διαπερατότητα του συστήματος μέσω του τρόπου ανάθεσης των τιμών offset των πακέτων ανίχνευσης, ο οποίος ευνοεί αυτά που αντιστοιχούν σε μεγαλύτερες διαδρομές, κάτι που εξηγείται αναλυτικά στην Ενότητα 5.4. Έτσι, πακέτα ανίχνευσης που αντιστοιχούν σε μικρότερες διαδρομές συχνά καλύπτουν κενά που έχουν νωρίτερα αφαιρεθεί ελεύθερα από πακέτα ανίχνευσης μεγαλύτερων διαδρομών, οδηγώντας σε λιγότερες κενές θέσεις στο ιστορικό χρονοδρομολόγησης και βελτιώνοντας τη χρησιμοποίηση του δικτύου. Είναι αναπόφευκτο λοιπόν η συμφόρηση να γίνεται πρώτα αισθητή σε ουρές που αντιστοιχούν σε διαδρομές ενός βήματος (τα πακέτα ανίχνευσης των οποίων, ωστόσο, έχουν τη δυνατότητα πολλαπλών επαναλήψεων με μικρό κόστος καθυστέρησης). Αντίθετα, σε ένα τυπικό σύστημα OBS, η πιθανότητα επιτυχούς διάσχισης πολλών κόμβων είναι μειωμένη, με αποτέλεσμα οι συντομότερες διαδρομές να ευνοούνται. Όλα αυτά μπορούμε να τα παρατηρήσουμε στο Σχήμα 5.8 που ακολουθεί. Για πρακτικούς λόγους έχει επιλεγεί μία ροή από κάθε πλήθος βημάτων.



Σχήμα 5.8: Καθυστέρηση αναμονής στην ουρά για ροές διαφόρων βημάτων, στην τοπολογία Torus 4x4 με $W = 4$ και φορτίο 12.3 Erlang ανά λ.

Κάτι που είναι πολύ σημαντικό για εφαρμογές πραγματικού χρόνου είναι η διακύμανση της καθυστέρησης και όχι απλά η μέση τιμή της. Στο προτεινόμενο σύστημα εμφανίζεται το φαινόμενο, χρονοσχιμές που φθάνουν αργότερα να «χαρίζουν» τις επιτυχείς δεσμεύσεις τους¹ σε χρονοσχιμές δεδομένων που βρίσκονται πιο μπροστά την αντίστοιχη ουρά. Με αυτό τον τρόπο διατηρείται η σειρά FIFO και η επιπλέον καθυστέρηση (λόγω αποτυχίας ορισμένων πακέτων ανίχνευσης) διαμοιράζεται κομψά μεταξύ διαδοχικών χρονοσχιμών, μειώνοντας τη διακύμανση της καθυστέρησης, όπως φαίνεται εξάλλου και στο Σχήμα 5.5 και αναλύθηκε στην Ενότητα 5.4. Αυτό μπορούμε να το δούμε πιο παραστατικά στο Σχήμα 5.9, το οποίο απεικονίζει τη λεπτομέρεια του προηγούμενου σχήματος που βρίσκεται στο διακεκομμένο πλαίσιο. Κατά τη χρονική στιγμή 1.4693 s επιστρέφει ένα αρνητικό πακέτο ανίχνευσης στον κόμβο 0, το οποίο απευθυνόταν στον 20 (το οποίο είναι και το μοναδικό αρνητικό σε όλη τη διάρκεια της εξομοίωσης, όσον αφορά το συγκεκριμένο προορισμό). Μελετώντας τα αποτελέσματα της εξομοίωσης βλέπουμε ότι ο κόμβος που επέστρεψε το πακέτο με αρνητική απάντηση ήταν ο 19, δηλαδή απορρίφθηκε στο 4^ο βήμα της διαδρομής του. Σε περίπτωση που είχαμε αντιστοίχιση 1 – προς – 1 μεταξύ ριπών και πακέτων ανίχνευσης, θα έπρεπε στην ουρά για τον κόμβο 20 να εμφανιστεί για μία ριπή καθυστέρηση μεγαλύτερη από τη φυσιολογική (δηλαδή 95 χρονοσχιμές συν μισή χρονοσχιμή κατά μέσο όρο – ανάλογα με τον ακριβή χρόνο άφιξης της ριπής) τουλάχιστον κατά το χρόνο μετ' επιστροφής προς τον κόμβο 19 (69 χρονοσχιμές). Με μία απλή επισκόπηση του σχήματος όμως διαπιστώνουμε ότι για καμία ριπή δεν έχει εμφανιστεί τόσο μεγάλη καθυστέρηση.

¹ Για την ακρίβεια, τις επιτυχείς δεσμεύσεις που πέτυχαν τα πακέτα ανίχνευσης που είχαν σταλεί κατά την άφιξή τους.

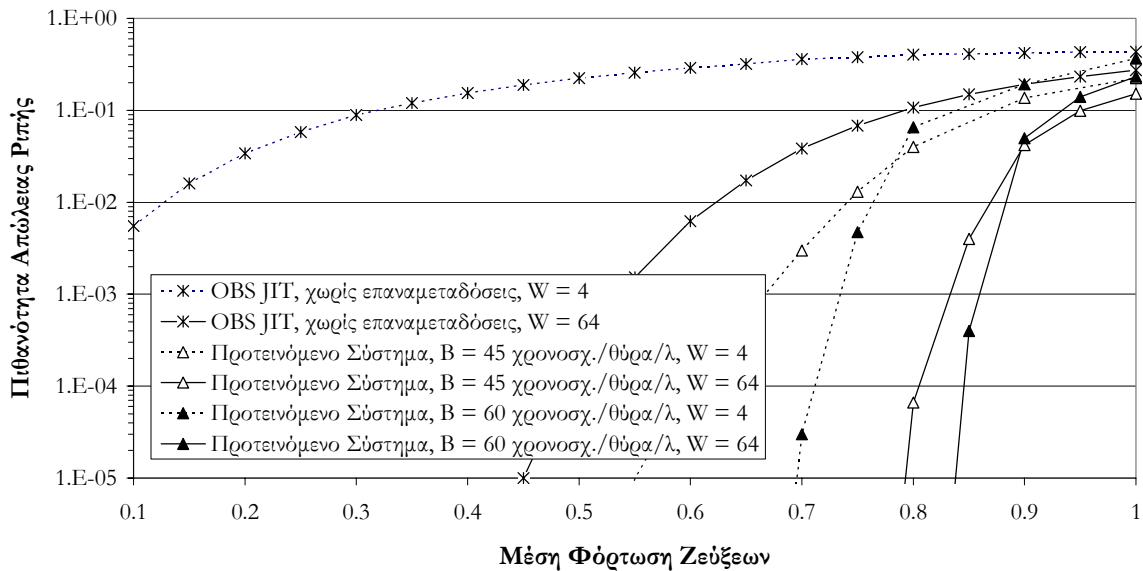


Σχήμα 5.9: Λεπτομέρεια από το Σχήμα 5.8 (πάνω μέρος δεξιά, στο πλαίσιο με διακεκομμένες γραμμές). Εδώ φαίνεται η επίδραση του προτεινόμενου μηχανισμού στη βελτίωση της διακύμανσης της καθυστέρησης.

Βρίσκουμε ότι η ριπή που προκάλεσε την αποστολή του αποτυχημένου πακέτου ανίχνευσης αφίχθη τη χρονική στιγμή 1.46238 s, οπότε το πακέτο ανίχνευσης αναχώρησε στην επόμενη χρονοσχισμή (1.4624 s) και υπολογίζουμε ότι αν το πακέτο ανίχνευσης ήταν θετικό, θα είχε αναχωρήσει τη χρονική στιγμή $(1.4624 + 95 \cdot 0.0001)$ s = 1.4719 s, δηλαδή καθυστέρηση αναμονής στη ουρά ίση με 95.2 χρονοσχισμές. Σύμφωνα με αυτά που αναφέρθηκαν στην Παράγραφο 5.4, η επιπλέον καθυστέρηση που θα συναντήσει η εν λόγω ριπή θα πρέπει να είναι ίση με το χρόνο που μεσολάβησε από την αναχώρηση του πακέτου ανίχνευσής της, μέχρι την αναχώρηση του αμέσως επόμενου τέτοιου πακέτου, δηλαδή (ανατρέχοντας στο ιστορικό της προσομοίωσης) 8 χρονοσχισμές. Πράγματι, βλέπουμε στο Σχήμα 5.9 ότι η ριπή καθυστέρησε τελικά 103.2 (=95.2+8) χρονοσχισμές. Αντίστοιχα, η επόμενη ριπή (η οποία αφίχθη τη χρονική στιγμή 1.463143 s – άρα φυσιολογική αναμονή στην ουρά 95.57 χρονοσχισμές, το πακέτο ανίχνευσής της αναχώρησε την 1.4632 και το αμέσως επόμενο πακέτο ανίχνευσης 18 χρονοσχισμές αργότερα) θα πρέπει να έχει τελικά καθυστέρηση 113.57 (=95.57 + 18), όπως βλέπουμε όντως στο σχήμα. Με παρόμοιο τρόπο μπορούμε να επιβεβαιώσουμε και τις καθυστερήσεις των επόμενων χρονοσχισμών. Το τελικό αποτέλεσμα είναι ότι, όπως αναφέρθηκε προηγουμένως, η επιπλέον καθυστέρηση λόγω της αποτυχίας του πακέτου ανίχνευσης διαμοιράστηκε σε πολλές διαδοχικές ριπές, βελτιώνοντας έτσι αισθητά τη διακύμανση της καθυστέρησης.

5.5.1.2 2^ο Σενάριο

Η τοπολογία εδώ είναι ουσιαστικά παραλλαγή αυτής που είχαμε στο Σχήμα 5.6, με τη διαφορά ότι οι ακραίοι κόμβοι θεωρούνται *προσαρτημένοι* στους αντίστοιχους κόμβους κορμού. Έτσι, το πλήθος βημάτων κάθε ροής μειώνεται κατά δύο και επίσης θεωρούμε ότι δεν υπάρχει καθυστέρηση διάδοσης (για την ακρίβεια ότι αυτή είναι μικρότερη από τη διάρκεια μίας χρονοσχισμής) μεταξύ ακραίων κόμβων και κόμβων κορμού. Η παραδοχή αυτή έχει γίνει για να μπορέσει να συγκριθεί το προτεινόμενο σύστημα με κλασικές προσεγγίσεις OBS από τη βιβλιογραφία οι οποίες υιοθετούν αυτή την τοπολογία.



Σχήμα 5.10: Μέση πιθανότητα απώλειας ριπής για OBS JIT και το προτεινόμενο σύστημα, στο δίκτυο κορμού Torus 4x4, με τους ακραίους κόμβους προσαρτημένους στους κόμβους κορμού.

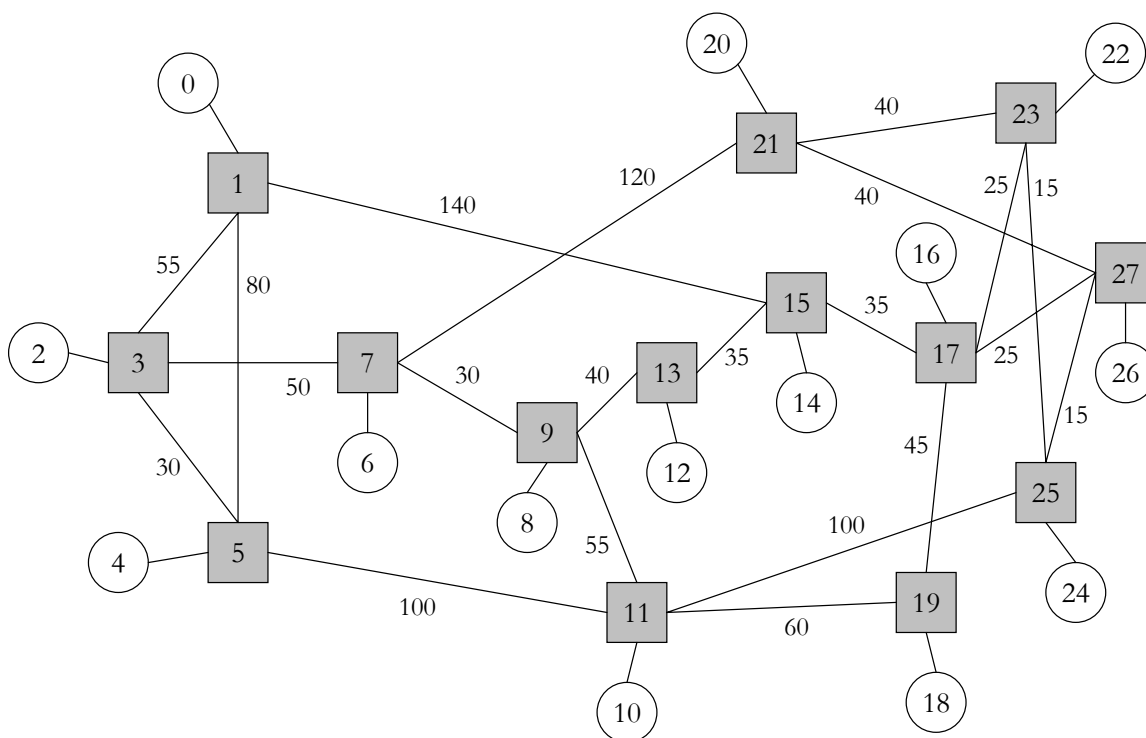
Συγκεκριμένα, τα αποτελέσματα στο Σχήμα 5.10 εμφανίζουν τη μέση πιθανότητα απώλειας ριπής για μεταγωγή OBS JIT (βλέπε Κεφάλαιο 3) και για το προτεινόμενο σύστημα, όπου έχουμε θεωρήσει αυτή τη φορά περιορισμένους ενταμιευτές στους ακραίους κόμβους, με μέγεθος ίσο με B . Ως φορτίο εδώ νοείται η μέση φόρτωση όλων των ζεύξεων του δικτύου. Χρησιμοποιήθηκαν δύο διαφορετικές τιμές για τους ηλεκτρονικούς ενταμιευτές ($B = 45$ και $B = 60$ χρονοσχισμές, ανά θύρα εξόδου, ανά μήκος κύματος, το οποίο μας δίνει 5.625 και 7.5 MB αντίστοιχα), καθώς και δύο διαφορετικές τιμές για το πλήθος μηνών κύματος ($W = 4$ και $W = 64$). Οι απώλειες που παρατηρούνται στο προτεινόμενο σύστημα είναι κατά τάξεις μεγέθους χαμηλότερες από τις αντίστοιχες του απλού OBS. Στην πραγματικότητα είναι τόσο χαμηλές, ώστε μόνο σε πολύ υψηλά φορτία είναι παρατηρήσιμες στην προσομοίωση. Οι ενταμιευτές που χρησιμοποιήθηκαν για να έχουμε μετρήσιμες απώλειες είναι πολύ μικροί (22.5 MB και 480 MB ανά θύρα εξόδου για $W = 4$ και $W = 64$ αντίστοιχα).

Εάν χρησιμοποιηθούν βέβαια τιμές αντίστοιχες με αυτές των τυπικών δρομολογητών IP (της τάξης των 250 ms ανά θύρα [13], δηλαδή χώρος ενταμίευσης πάνω από 300 MB ανά θύρα εξόδου για ρυθμό 10 Gbps – που πρέπει φυσικά να πολλαπλασιαστεί με το πλήθος των μηκών κύματος) οι απώλειες θα είναι εξαιρετικά χαμηλότερες.

Αξίζει να σημειωθεί ότι σε πολύ υψηλά φορτία, μεγαλύτεροι ενταμιευτές οδηγούν σε περισσότερες απώλειες. Αυτό το (όχι προφανές) αποτέλεσμα, μπορεί να εξηγηθεί από το γεγονός ότι σε περιόδους υπερφόρτωσης, το προσφερόμενο φορτίο, καθορίζεται από το μέγιστο μέγεθος του ενταμιευτή και όχι από το πραγματικό φορτίο που γεννάται. Έτσι, το σύστημα καταρρέει πιο γρήγορα στη περίπτωση μεγαλύτερων ενταμιευτών, κάτι που δεν έχει ωστόσο ιδιαίτερη σημασία, αφού οι συνθήκες φόρτωσης αυτές είναι μη ρεαλιστικές.

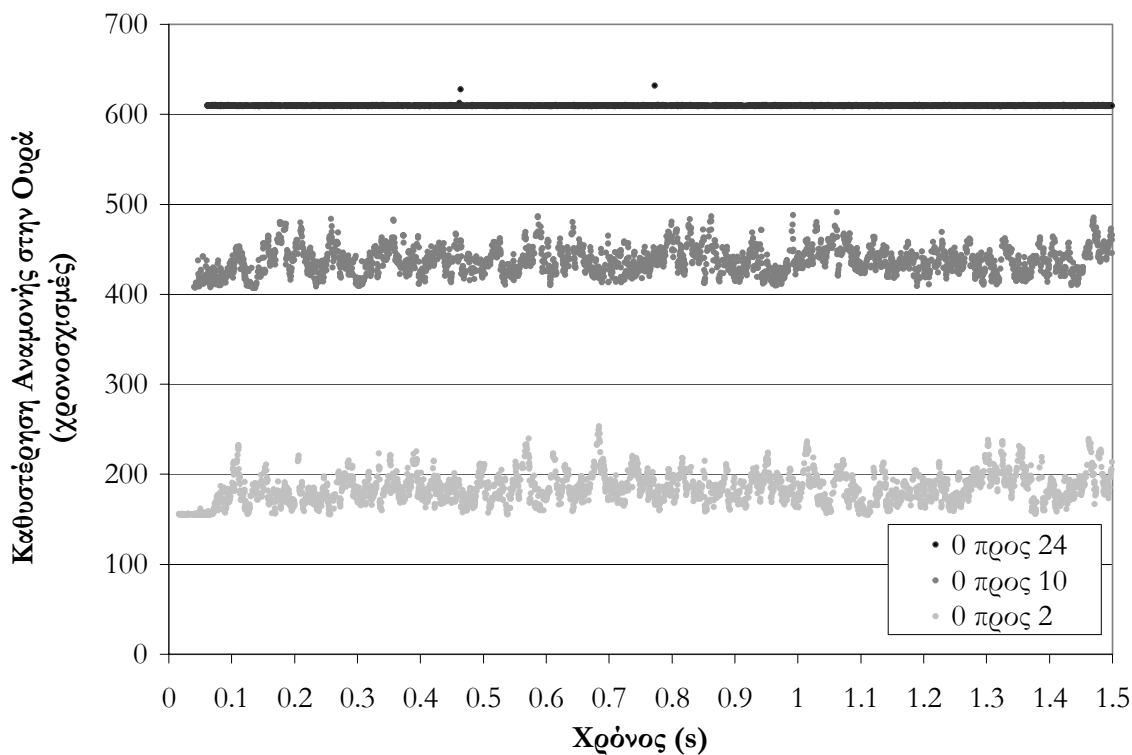
5.5.2 Η τοπολογία NSFNET

Σε αυτή την ενότητα παρουσιάζονται αποτελέσματα προσομοίωσης του υπό μελέτη μηχανισμού με χρήση της τοπολογίας δικτύου κορμού των Η.Π.Α., NSFNET. Ο στόχος είναι να επιβεβαιωθεί η ορθή λειτουργία του σε ένα περισσότερο ρεαλιστικό δίκτυο.



Σχήμα 5.11: Η τοπολογία δικτύου κορμού NSFNET. Οι αποστάσεις αναφέρονται σε χρονοσχισμένες διάρκειες 100μs.

Οι παράμετροι που χρησιμοποιήθηκαν κατά την προσομοίωση, όπως και η διαδικασία που ακολουθήθηκε για την δρομολόγηση, ήταν ίδιες με αυτές της παραγράφου 5.5.1 με μόνη διαφορά τις αποστάσεις μεταξύ των κόμβων κορμού, για τις οποίες έγινε χρήση των πραγματικών αποστάσεων του δικτύου και οι οποίες απεικονίζονται στο Σχήμα 5.11. Επίσης, επιλέχθηκε η χρήση της τιμής $W = 4$ για το πλήθος μηκών κύματος σε κάθε ζεύξη. Στο επόμενο σχήμα φαίνεται η καθυστέρηση αναμονής στην ουρά για επιλεγμένες ροές κίνησης με πηγή τον κόμβο 0, σε φορτίο 9 Erlang ανά λ. Συγκεκριμένα, επιλέχθηκε η ροή μικρότερης απόστασης (0 προς 2, με $T_d = 155$), η μεγαλύτερης απόστασης (0 προς 24, με $T_d = 609$) και μία ροή ενδιάμεσης απόστασης (0 προς 10, με $T_d = 407$). Τα αποτελέσματα συμβαδίζουν με ο,τι έχει ειπωθεί: Ο μηχανισμός καταφέρει να διατηρήσει την καθυστέρηση της μακρύτερης ροής πρακτικά αμετάβλητη, ενώ διακύμανση εμφανίζεται στις υπόλοιπες ροές, και μάλιστα τόσο εντονότερη σε σχέση με τη μέση καθυστέρηση όσο συντομότερη είναι η ροή.



Σχήμα 5.12: Καθυστέρηση αναμονής στην ουρά για διάφορες ροές, στην τοπολογία NSFNET με $W = 4$ και φορτίο 9 Erlang ανά λ.

Βιβλιογραφία

- [1] J.S. Turner, “Terabit Burst Switching”, *Journal of High Speed Networks*, 8, pp. 3-16, 1996.
- [2] C. Qiao, M. Yoo, “Optical burst switching (OBS) – a new paradigm for an optical internet”, *Journal of High Speed Networks*, No. 8, 1999, pp. 69-84.
- [3] J. Teng, G. N. Rouskas, “Wavelength Selection in OBS Networks Using Traffic Engineering and Priority-Based Concepts”, *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, Vol. 23, Aug. 2005.
- [4] I. Widjaja. “Performance analysis of burst admission-control protocols”, *IEE Proceedings Commun.*, Vol. 142 pp.7-14, February 1995.
- [5] I.Baldine, G. N. Rouskas, H. G. Perros, D. Stevenson, “Jumpstart: A just –in –time signalling architecture for WDM burst-switched networks”, *IEEE communications magazine*, Vol. 40, No 2, 2002, pp.82-89.
- [6] J. Y. Wei, and R. I. McFarland, Jr., “Just-In-Time Signalling for WDM Optical Burst Switching Networks”, *IEEE/OSA Journal of Lightwave Technology*, Vol. 18, No. 12, Dec. 2000.
- [7] M. Yoo, C. Qiao and S. Dixit, “A comparative study of contention resolution policies in optical burst switched WDM networks”, *Conf. on Terabit Optical Networking: Architecture, Control and Management Issues*, Boston, MA, Nov. 2000, SPIE Vol. 4213, pp.124-135.
- [8] M. Düser, and P. Bayvel, “Analysis of a Dynamically Wavelength-Routed Optical Burst Switched Network Architecture”, *IEEE/OSA Journal of Lightwave Technology*, vol. 20, no. 4, April 2002
- [9] V. Vokkarane, Q. Zhang , J. Jue, and B. Chen, "Generalized Burst Assembly and Scheduling Techniques for QoS Support in Optical Burst-Switched Networks," *Proceedings, IEEE Globecom 2002*, Taipei, Taiwan, Nov. 2002.
- [10] S. Yao and S. J. Ben Yoo, B. Mukherjee, “A comparison study between slotted and unslotted all-optical packet-switched network with priority-based routing”, *Proc. Of OFC 2001*.
- [11] J. Ramamirtham, J. Turner, “Time Sliced Optical Burst Switching”, *Proc. of IEEE INFOCOM 2003*, San Francisco USA, March 30-April 3, 2003.
- [12] F. Farahmand, V. Vokkarane, and J. P. Jue, “Practical Priority Contention Resolution for Slotted Optical Burst Switching Networks”, *Proceedings, First International Workshop on Optical Burst Switching (WOBS 2003)*, co-located with SPIE OptiComm 2003, Dallas, TX, Oct. 2003.
- [13] G. Appenzeller, N. McKeown, J. Sommers, and P. Barford, “Recent results on sizing router buffers,” in *Proc. Network Systems Design Conf.*, San Diego, CA, Oct. 18–20, 2004, p. 13.
- [14] J. D. Angelopoulos, H.-C. Leligou, T. Argyriou, S. Zontos, E. Ringoot, T. Van Caenegem, “Efficient transport of packets with QoS in an FSAN-aligned GPON”, *IEEE Communications Magazine*, pp.92-98, February 2004.
- [15] Ch. Linardakis, H.C. Leligou, A. Stavdas, J. D. Angelopoulos, “Using explicit reservations to arbitrate access to a metropolitan system of slotted interconnected rings combining TDMA & WDMA”, *IEEE/OSA Journal of Lightwave Technology*, Vol. 23, No. 4, Apr. 2005, pp.1576-1585.
- [16] J. D. Angelopoulos, Th. Orphanoudakis, "An ATM-friendly MAC for traffic concentration in HFC systems", *Computer Communications Journal*, Elsevier, Vol. 21, No. 6, 25 May 1998, pp. 516-529.

- [17] Q. Zhang, V.M. Vokkarane, Y. Wang, and J.P. Jue, "Evaluation of Burst Retransmission in Optical Burst-Switched Networks", *Proceedings IEEE/CreateNet BroadNets 2005, Optical Networking Symposium*, pp.297-303, Boston, MA, Oct. 2005.
- [18] V.M. Vokkarane, J.P. Jue, and S. Sitaraman, "Burst segmentation: An approach for Reducing Packet Loss in Optical Burst Switched Networks," *Proceedings IEEE ICC 2002*, New York, NY.,April 2002.
- [19] Sunil Gowda, Ramakrishna K Shenai, Krishna M Sivalingam, & Hakki Candan Cankaya, "Performance Evaluation of TCP over Optical Burst-Switched (OBS) WDM Networks", *Proceedings ICC 2003*, Seattle, Washington, USA, May 28- 30, 2003.

6

Ανάλυση της Οπτικής Μεταγωγή Χρονοσχισμών με Διμερείς Παραλληλισμένες Δεσμεύσεις

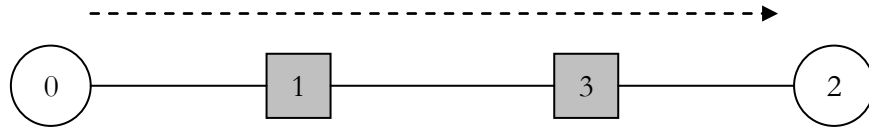
Σε αυτό το κεφάλαιο επιχειρείται η αναλυτική μοντελοποίηση του μηχανισμού οπτικής μεταγωγής χρονοσχισμών με διμερείς παραλληλισμένες δεσμεύσεις που παρουσιάστηκε στο προηγούμενο κεφάλαιο. Για αυτό το σκοπό χρησιμοποιείται θεωρία πιθανοτήτων και συστημάτων αναμονής. Η αναλυτική διερεύνηση καταλήγει αφενός σε αποτελέσματα που επιβεβαιώνουν τις εξομοιώσεις σε υπολογιστή και αφετέρου παρέχει εργαλεία για γρηγορότερη περαιτέρω μελέτη του συστήματος, αλλά και αντίστοιχων σε φιλοσοφία συστημάτων.

6.1 Ανάλυση ενός κόμβου με περιορισμένους ενταμιευτές και πλήρη μετατροπή μηκών κύματος

Στο πρώτο σκέλος αυτού του κεφαλαίου θα ασχοληθούμε με μία υποπερίπτωση του συστήματος που παρουσιάστηκε στο Κεφάλαιο 5. Σε αυτήν, οι ροές ανταγωνίζονται μεταξύ τους μόνο σε έναν κόμβο, συγκεκριμένα στον κόμβο πηγής. Θεωρείται περιορισμένη ενταμίευση όσον αφορά τα πακέτα ανίχνευσης που δημιουργούνται προς κάθε προορισμό, ενώ υπάρχει πλήρης μετατροπή μηκών κύματος. Στο πρώτο παράδειγμα που θα αναλυθεί, μελετάται η συμπεριφορά μίας απομονωμένης ροής, υπό τις προαναφερθείσες συνθήκες. Αν και η περίπτωση αυτή είναι σχετικά απλή, δίνει μία πολύ καλή εικόνα της επίδρασης που έχει στις ροές η περιορισμένη ενταμίευση, καθώς και του κέρδους πολύπλεξης που επιτυγχάνεται με τη χρήση μεγαλύτερου πλήθους μηκών κύματος. Στη συνέχεια, ασχολούμαστε με την περισσότερη σύνθετη περίπτωση όπου περισσότερες από μία ροές με διαδρομές διαφορετικού μήκους συνυπάρχουν στον ίδιο κόμβο. Σε αυτό το παράδειγμα μπορεί επιπλέον να παρατηρηθεί ο τρόπος με τον οποίο οι διάφορες ροές αλληλεπιδρούν μεταξύ τους.

6.1.1 Επίδραση της περιορισμένης ενταμίευσης σε μία απομονωμένη ροή

Η απλή τοπολογία δικτύου που θα μας απασχολήσει σε αυτή την ενότητα είναι αυτή που φαίνεται στο παρακάτω σχήμα. Αποτελείται από 4 συνολικά κόμβους, εκ των οποίων οι κόμβοι 0 και 2 είναι ακραίοι και προσαρτημένοι στους κόμβους κορμού 1 και 3 αντίστοιχα. Με αυτόν τον τρόπο στο δίκτυο έχουμε μία ροή κίνησης με μήκος δύο βήματα. Θεωρούμε ότι ο ακραίος κόμβος 0 παράγει ριπές με προορισμό τον 2 ακολουθώντας διαδικασία Poisson (εξθετικοί χρόνοι μεταξύ αφίξεων με μέση τιμή $1/\lambda$). Επίσης, έστω s η διάρκεια μίας χρονοσχισμής, W το συνολικό πλήθος μηκών κύματος σε κάθε κατεύθυνση κάθε ζεύξης, B η χωρητικότητα του ηλεκτρονικού ενταμιευτή που είναι αφιερωμένος στον 0, για τις ριπές προς τον 2 και B_s η χωρητικότητα του ηλεκτρονικού ενταμιευτή που αποθηκεύει τα αντίστοιχα πακέτα ανίχνευσης. Θεωρούμε επίσης l το χρόνο διάδοσης κατά μήκος κάθε ζεύξης, εκφρασμένο σε χρονοσχισμές. Τέλος, υποτίθεται πλήρης μετατροπή μηκών κύματος σε όλους τους κόμβους του δικτύου.



Σχήμα 6.1: Απλή τοπολογία δικτύου με μία απομονωμένη ροή.

Είναι γνωστό από τη θεωρία πιθανοτήτων ότι για εκθετικούς χρόνους μεταξύ αφίξεων με μέση τιμή $1/\lambda$, το πλήθος των αφίξεων σε χρονικό διάστημα s ακολουθεί διακριτή κατανομή Poisson, με παράμετρο (υποδηλώνει αφίξεις ανά s):

$$a = \lambda \cdot s \quad (6.1)$$

Πιο συγκεκριμένα, έστω \mathcal{A} η τυχαία μεταβλητή που υποδηλώνει το πλήθος των ριπών που καταφθάνουν σε χρονικό διάστημα μίας χρονοσχισμής. Τότε,

$$P[\mathcal{A} = k] = \frac{1}{k!} \cdot a^k \cdot e^{-a} \quad (6.2)$$

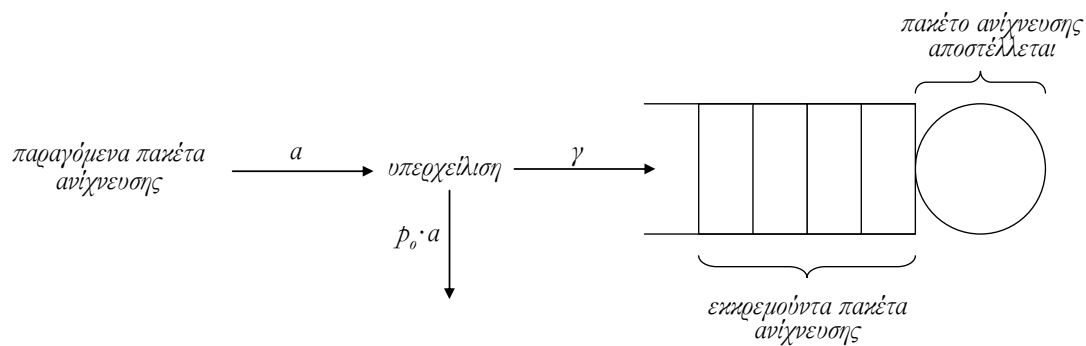
Σε αυτό το σημείο χρειάζεται να υπενθυμιστεί επίσης ο τρόπος με τον οποίο λειτουργούν οι ακραίοι κόμβοι. Κάθε ριπή που αφικνείται τοποθετείται στο τέλος της ουράς ενταμίευσης που αντιστοιχεί στον κόμβο προορισμού της και ταυτόχρονα δημιουργείται ένα αντίστοιχο πακέτο

ανίχνευσης, το οποίο όμως δεν αποστέλλεται αμέσως, αλλά ενταμιεύεται επίσης σε κάποια μνήμη του κόμβου. Στο τέλος της τρέχουσας χρονοσχισμής, ο κόμβος λαμβάνει από τις θύρες εισόδου του εισερχόμενες χρονοσχισμές δεδομένων (ριπές) και ελέγχου. Ο τρόπος με τον οποίο αντιμετωπίζονται οι χρονοσχισμές δεδομένων δε θα μας απασχολήσει εδώ. Από τις χρονοσχισμές ελέγχου ωστόσο εξάγονται πακέτα ανίχνευσης. Τα πακέτα ανίχνευσης που περιέχουν αρνητική απάντηση ($Ack = 0$) ενταμιεύονται στη μνήμη που αναφέρθηκε λίγο νωρίτερα, φυσικά με τις απαραίτητες αλλαγές στα διάφορα πεδία τους, ώστε να αποσταλούν ξανά όταν αυτό είναι δυνατό. Στην αρχή της αμέσως επόμενης χρονοσχισμής, εξάγονται από τις αντίστοιχες ουρές και αποστέλλονται προς τον προορισμό τους τόσες ριπές, όσα ήταν τα αντίστοιχα ληφθέντα πακέτα ανίχνευσης με θετική απάντηση. Επίσης, το πολύ W πακέτα ανίχνευσης ανά θύρα εξόδου εξάγονται από τη μνήμη (με βάση τη σειρά με την οποία ενταμιεύτηκαν) και αποστέλλονται προς τον προορισμό τους.

Για το συγκεκριμένο δίκτυο που μας απασχολεί σε αυτή την ενότητα, έχουμε να κάνουμε τις εξής παρατηρήσεις:

- Ο κόμβος 0 διαθέτει μία μόνο ουρά ενταμίευσης ριπών και μία για την ενταμίευση πακέτων ανίχνευσης.
- Δεν πρόκειται να ληφθούν ποτέ από τον κόμβο 0 αρνητικά πακέτα ανίχνευσης, καθώς τα πακέτα ανίχνευσης που αποστέλλονται είναι εγγυημένο ότι θα διασχίσουν επιτυχώς τους δύο ενδιάμεσους κόμβους κορμού – δεν υπάρχουν πακέτα ανίχνευσης από άλλες ροές κίνησης στην ίδια διαδρομή και όλες οι ζεύξεις διαθέτουν το ίδιο πλήθος μηχανών κύματος.

Βάσει των παραπάνω, μπορούμε να θεωρήσουμε την ουρά των πακέτων ανίχνευσης που *εγκρεμούν* (δηλαδή που αναμένουν την αποστολή τους), ως μία ουρά *FIFO* η οποία έχει τη μορφή που φαίνεται στο επόμενο σχήμα:



Σχήμα 6.2: Η λειτουργία της ουράς πακέτων ανίχνευσης.

Το μήκος της ουράς αυτής ανανεώνεται στην αρχή κάθε χρονοσχισμής. Οι αφίξεις ριπών (άρα και η δημιουργία αντίστοιχου πλήθους πακέτων ανίχνευσης) κατά τη διάρκεια της προηγούμενης χρονοσχισμής προκάλεσαν αντίστοιχη αύξηση στο μήκος της ουράς, ενώ τα πακέτα ανίχνευσης που στάλθηκαν στην αρχή της χρονοσχισμής προκάλεσαν αντίστοιχη μείωση του μήκους της.

Αν με N_s συμβολίσουμε το μέσο πλήθος πακέτων ανίχνευσης στην ουρά, τότε σύμφωνα με το θεώρημα του Little η μέση καθυστέρηση D_s σε αυτή την ουρά είναι:

$$D_s = \frac{N_s}{\gamma} \quad (6.3)$$

, όπου γ είναι η διαπερατότητα (throughput) των πακέτων ανίχνευσης και ισούται με το ρυθμό (ανά χρονοσχισμή) με τον οποίο τα πακέτα ανίχνευσης καταφθάνουν στην ουρά. Είναι φανερό ότι, αφού ο χώρος ενταμίευσης των ριπών είναι πεπερασμένος και ίσος με B , ορισμένες ριπές απορρίπτονται (έστω με πιθανότητα p_o) άρα τα αντίστοιχα πακέτα ανίχνευσης δε δημιουργούνται ποτέ. Συνεπώς:

$$\gamma = (1 - p_o) \cdot a \quad (6.4)$$

Η αντιστοίχιση της ουράς πακέτων ανίχνευσης του σχήματος 2 με την ουρά ριπών μπορεί να γίνει με την εξής παρατήρηση: Κάθε αποστολή πακέτου ανίχνευσης θα προκαλέσει και αποστολή της πρώτης ριπής από την ουρά ριπών, αλλά με καθυστέρηση τόσων χρονοσχισμών, όσος είναι ο χρόνος μετ' επιστροφής του πακέτου ανίχνευσης προς τον προορισμό σε χρονοσχισμές, έστω r_{II} – συμπεριλαμβανομένου του χρόνου επεξεργασίας σε κάθε κόμβο. (Υπενθυμίζεται ότι στο συγκεκριμένο δίκτυο, κάθε πακέτο ανίχνευσης που αποστέλλεται πρόκειται να επιστρέψει με θετική απάντηση). Έτσι, μπορούμε να θεωρήσουμε ότι στην έξοδο της ουράς του σχήματος εφαρμόζεται για τις ριπές ντετερμινιστική καθυστέρηση r_{II} χρονοσχισμών. Η μέση καθυστέρηση στη ουρά των ριπών θα είναι λοιπόν:

$$D = D_s + r_{II} = \frac{N_s}{\gamma} + r_{II} \quad (6.5)$$

Επιπλέον, λαμβάνοντας υπόψη ότι κάθε ριπή μπορεί να φτάσει σε οποιοδήποτε σημείο της χρονοσχισμής, στο συνολικό μέσο χρόνο αναμονής μίας ριπής από τη στιγμή της άφιξής της μέχρι την αποστολή της χρειάζεται να προστεθεί και καθυστέρηση μισής χρονοσχισμής. Έτσι, καταλήγουμε στην

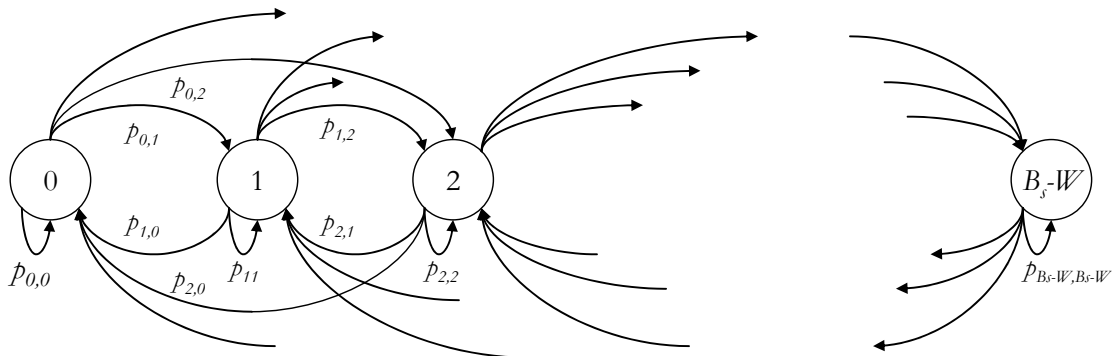
παρακάτω σχέση για τη μέση συνολική καθυστέρηση D_{tot} μίας τυχαίας ριπής από την άφιξη μέχρι την αποστολή της:

$$D_{tot} = \frac{N_s}{\gamma} + r_{tt} + \frac{s}{2} \tag{6.6}$$

Αν N είναι το μέσο πλήθος ριπών στην ουρά αυτή, τότε και πάλι σύμφωνα με το θεώρημα του Little θα πρέπει να ισχύει:

$$D = \frac{N}{\gamma} \Rightarrow N = D \cdot \gamma \Rightarrow N = N_s + \gamma \cdot r_{tt} \tag{6.7}$$

Στο παρακάτω σχήμα απεικονίζεται η αλυσίδα Markov διακριτού χρόνου που αντιστοιχεί στο πλήθος των πακέτων ανίχνευσης που εκκρεμούν. Οι μεταβάσεις γίνονται *μόνο* μετά από την εκτέλεση των λειτουργιών του κόμβου στην αρχή κάθε χρονοσχισμής. Καθώς οι ριπές (\equiv πακέτα ανίχνευσης στην αντίστοιχη ουρά) καταφθάνουν καθ' όλη τη διάρκεια μίας χρονοσχισμής, ενώ η απόφαση για το πόσα πακέτα ανίχνευσης θα σταλούν ($\leq W$ στη γενική περίπτωση, ακριβώς W στο συγκεκριμένο παράδειγμα) λαμβάνεται στην αρχή της αμέσως επόμενης χρονοσχισμής, συμπεραίνουμε ότι το μέγιστο πλήθος αποθηκευμένων πακέτων ανίχνευσης *στην αρχή* οποιασδήποτε χρονοσχισμής (άρα και η μέγιστη δυνατή κατάσταση της παραπάνω αλυσίδας) είναι $B_s - W$ και όχι B_s . Όπως φαίνεται, από κάθε κατάσταση μπορούμε είτε να μεταβούμε σε *οποιαδήποτε* από τις υπόλοιπες $B_s - W$, είτε να παραμείνουμε στην ίδια.



Σχήμα 6.3: Αλυσίδα Markov για τα πακέτα ανίχνευσης που εκκρεμούν.

Αν με β συμβολιστεί το βήμα (είτε θετικό είτε αρνητικό) στο πλήθος των πακέτων ανίχνευσης που εκκρεμούν μεταξύ δύο χρονοσχισμών, τότε οι πιθανότητες μετάβασης δίδονται από την εξής σχέση:

$$p_{i,i+\beta} = \begin{cases} \sum_{m=0}^{W-i} P[A = m], & \beta = -i \\ P[A = W + \beta], & -i < \beta < -i + B_s - W \\ \sum_{m=\beta}^{+\infty} P[A = W + m], & \beta = -i + B_s - W \end{cases} \quad (6.8)$$

(Σημειώνεται ότι η πιθανότητα $P(A = n)$ ισούται με 0 για αρνητικά n .)

Έστω $P = (p_{i,j})$, $0 \leq i \leq B_s - W$ και $0 \leq j \leq B_s - W$, ο $(B_s - W + 1) \times (B_s - W + 1)$ πίνακας πιθανοτήτων μετάβασης ενός βήματος που αντιστοιχεί στην παραπάνω αλυσίδα. Υποθέτοντας ότι το διάνυσμα πιθανοτήτων σταθερής κατάστασης π υπάρχει, θα πρέπει να ικανοποιεί τη σχέση:

$$\pi = \pi \cdot P \quad (6.9)$$

Επομένως, αν συμβολίσουμε με $\pi[n]$ το διάνυσμα πιθανοτήτων σταθερής κατάστασης π κατά την περίοδο (epoch) n , υπολογίζουμε αναδρομικά την εξίσωση

$$\pi[n+1] = \pi[n] \cdot P \quad (6.10)$$

, αρχίζοντας από οποιοδήποτε διάνυσμα $\pi[0]$ και έως ότου να επιτευχθεί το κριτήριο σύγκλισης:

$$|\pi_i[n+1] - \pi_i[n]| \leq \varepsilon, \quad \forall i \quad (6.11)$$

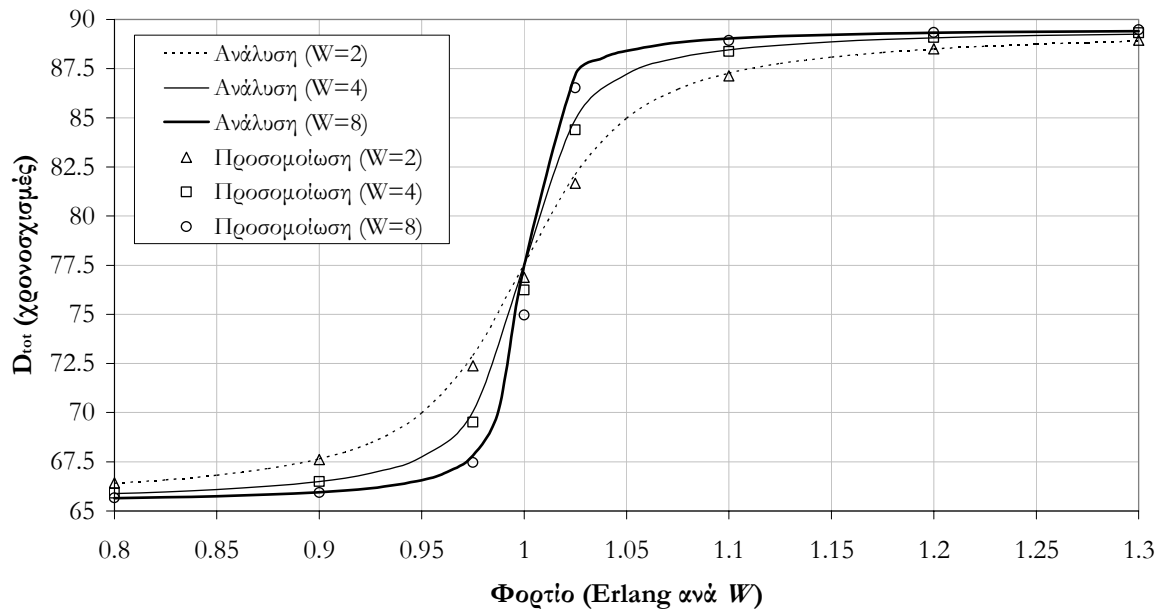
Θεωρούμε το τελικό διάνυσμα που προκύπτει ως το διάνυσμα πιθανοτήτων σταθερής κατάστασης π και με τη βοήθεια αυτού υπολογίζουμε το μέσο πλήθος πακέτων ανίχνευσης που εκκρεμούν ως:

$$N_s = E\{\pi_i\} \quad (6.12)$$

Μένει λοιπόν μόνο να υπολογιστεί η πιθανότητα υπερχειλίσσης στην ουρά των πακέτων ανίχνευσης για να υπολογίσουμε τη μέση καθυστέρηση D_{tot} μιας ριπής με τη βοήθεια των σχέσεων (6.4), (6.6) και (6.13). Αυτή η πιθανότητα μπορεί να βρεθεί ως εξής:

$$\hat{p}_o = \frac{\sum_{i=0}^{B_s - W} \left[\pi_i \cdot \sum_{n=1}^{\infty} [n \cdot P(\mathcal{A} = B_s - i + n)] \right]}{a} \quad (6.13)$$

Στη συνέχεια παρουσιάζονται αριθμητικά αποτελέσματα στα οποία συγκρίνονται οι τιμές που προκύπτουν από τις παραπάνω σχέσεις με αποτελέσματα προσομοίωσης σε υπολογιστή. Στο Σχήμα 6.4 απεικονίζεται η μέση καθυστέρηση ριπών, ενώ στο Σχήμα 6.5 η μέση πιθανότητα υπερχειλίσσης του ενταμιευτή ριπών.

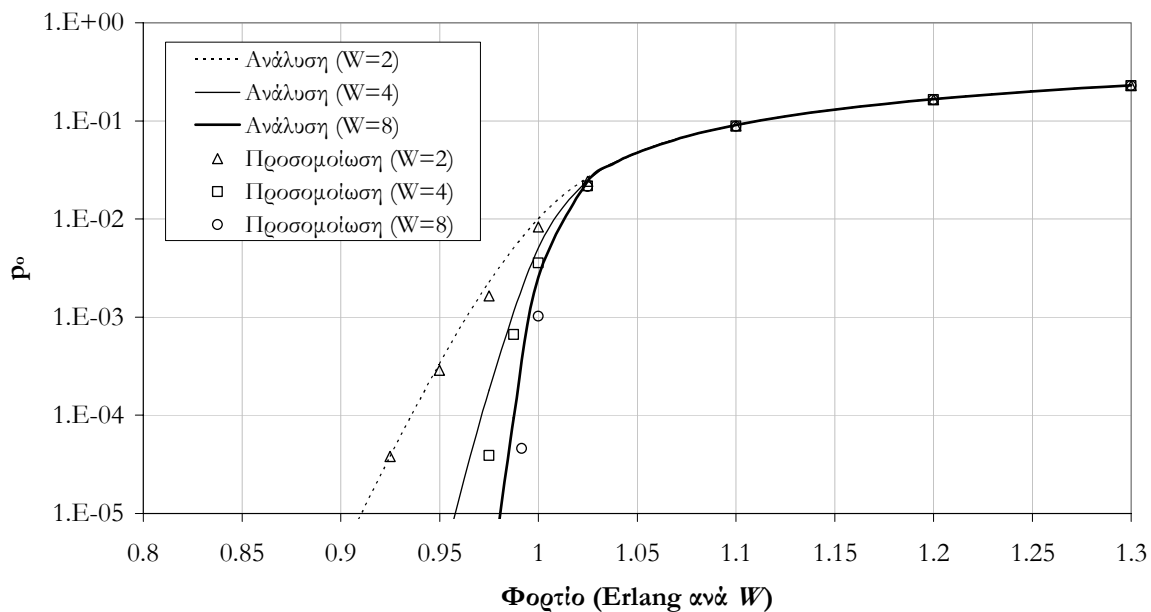


Σχήμα 6.4: Μέση καθυστέρηση ριπών για το δίκτυο στο Σχήμα 6.1.

Το δίκτυο που θεωρείται είναι πάντα αυτό που απεικονίζεται στο Σχήμα 6.1, ενώ οι παράμετροι ήταν $W = \{2,4,8\}$, $s = 100 \mu s$, $B_s = 25 \cdot W$ χρονοσχισμές και $l = 10$ χρονοσχισμές, δίνοντας $r_{ii} = 65$ χρονοσχισμές (θεωρώντας χρόνο επεξεργασίας μιας χρονοσχισμής σε κάθε κόμβο). Ο υπολογισμός του μέσου φορτίου σε Erlang γίνεται γενικά με χρήση της σχέσης $a \cdot W \cdot M$, όπου M το πλήθος των ακραίων κόμβων που συνεισφέρουν με κίνηση στο δίκτυο, W ως γνωστόν το πλήθος των μηκών κύματος στις ζεύξεις εισόδου (με άλλα λόγια το πλήθος των καναλιών εισόδου κάθε κόμβου) και a η μέση

χρησιμοποίηση κάθε καναλιού. Είναι φανερό λοιπόν ότι το μέγιστο φορτίο, εκφρασμένο σε Erlang, που μπορεί να προσφερθεί σε ένα δίκτυο είναι $W \cdot M$ ή αλλιώς M Erlang ανά λ. Για παράδειγμα, η μέγιστη φόρτωση στο δίκτυο που εξετάζουμε είναι 1 Erlang ανά λ. Φυσικά, η παράθεση τιμών για φορτία μεγαλύτερα από αυτή την τιμή δεν έχει κανένα άλλο νόημα (δεν υπάρχει περίπτωση να απαιτηθεί η λειτουργία του δικτύου σε τέτοια κατάσταση), παρά την επιβεβαίωση του αναλυτικού μοντέλου.

Είναι φανερό από τα διαγράμματα ότι το μοντέλο που αναπτύχθηκε βρίσκεται σε συνέπεια με τα αποτελέσματα των προσομοιώσεων. Η μικρή απόκλιση σε χαμηλότερα φορτία όσον αφορά το Σχήμα 6.5, είναι αποτέλεσμα της έλλειψης ικανού πλήθους δειγμάτων – ειδικά για την πιθανότητα υπερχείλισης τα δείγματα που αφορούν χαμένα πακέτα είναι πολύ πιο σπάνια όσο μειώνεται το φορτίο – κατά την προσομοίωση, η οποία πρέπει να σημειωθεί ότι πρόκειται για εξαιρετικά επίπονη υπολογιστική διαδικασία. Η εξήγηση αυτή επιβεβαιώνεται από το γεγονός ότι με συλλογή ολόένα περισσότερων δειγμάτων παρατηρήθηκε βελτίωση της σύγκλισης.



Σχήμα 6.5: Μέση πιθανότητα υπερχείλισης ενταμειυτή ριπών για το δίκτυο στο Σχήμα 6.1.

6.1.2 Συνύπαρξη ροών διαφορετικών αποστάσεων

Η μεθοδολογία που θα ακολουθηθεί βασίζεται στην παρατήρηση ότι η συμπεριφορά μιας ροής επηρεάζεται μόνο από ροές που έχουν μεγαλύτερο offset από αυτήν, με άλλα λόγια αντιστοιχούν σε μεγαλύτερη απόσταση. Από εδώ και στο εξής θα αναφερόμαστε σε αυτές ως ροές *υψηλότερης προτεραιότητας*. Είναι φανερό ότι η ανάλυση μιας ροής που εμφανίζει την υψηλότερη προτεραιότητα από

όλες σε κάποιο κόμβο δε διαφέρει σε τίποτα από την ανάλυση της ενότητας 6.1.1. Όσον αφορά τις υπόλοιπες ροές, χρειάζεται να γίνουν τροποποιήσεις στις πιθανότητες μετάβασης της (6.8) ώστε να ληφθούν υπόψη οι ροές υψηλότερων προτεραιοτήτων.

Έστω ότι σε έναν κόμβο την ίδια έξοδο διεκδικούν f_{\max} ροές, τις οποίες χαρακτηρίζουμε με δείκτες $f_i, i=1..max$, υποδηλώνοντας αύξουσα προτεραιότητα και A_{f_i} οι τυχαίες μεταβλητές που υποδηλώνουν το πλήθος των νέων ριπών (άρα και νέων πακέτων ανίχνευσης) που καταφθάνουν σε χρονικό διάστημα μίας χρονοσχισμής για κάθε ροή, οι οποίες κατά τα γνωστά θεωρείται ότι ακολουθούν διακριτή κατανομή Poisson.

Η διαδικασία που ακολουθείται έχει ως εξής: Εφαρμόζουμε την ανάλυση της προηγούμενης παραγράφου για τη ροή υψηλότερης προτεραιότητας f_{\max} και καταλήγουμε στο διάνυσμα πιθανοτήτων σταθερής κατάστασης $\pi^{f_{\max}}$ για αυτή τη ροή. Η διαφορά τώρα είναι ότι σε κάθε χρονοσχισμή η αμέσως χαμηλότερης προτεραιότητας ροή $f_{\max-1}$ μπορεί να χρησιμοποιήσει μόνο $W - n$ μήκη κύματος για να αποστείλει πακέτα ανίχνευσης, όπου n είναι τα πακέτα ανίχνευσης που έχει δεσμεύσει η ροή f_{\max} . Η τιμή του n εξαρτάται από τις πιθανότητες σταθερής κατάστασης της f_{\max} καθώς και την πιθανότητα νέων αφίξεων. Έτσι, ορίζουμε ως U_{f_i} την τυχαία μεταβλητή που εκφράζει το πλήθος μηκών κύματος που επιθυμεί να δεσμεύσει (ενδέχεται να είναι περισσότερα από W) η ροή f_i για μία συγκεκριμένη χρονοσχισμή. Για τη ροή f_{\max} θα ισχύει:

$$P[U_{f_{\max}} = n] = \sum_{k=0}^{B_s - W} [\pi_k^{f_{\max}} \cdot P[A_{f_{\max}} = n - k]] \quad (6.14)$$

Οι ροές πλην της f_{\max} διαθέτουν $B_s + 1$ καταστάσεις στις αντίστοιχες αλυσίδες Markov, καθώς δεν είναι απαραίτητο ότι θα μπορούν σε κάθε χρονοσχισμή να αποστείλουν W πακέτα ανίχνευσης, επομένως είναι δυνατόν στο τέλος κάποιας χρονοσχισμής να υπάρχουν B_s πακέτα ανίχνευσης στην ουρά. Έτσι, για όλες τις υπόλοιπες ροές έχουμε, υποθέτοντας προς το παρόν ότι μπορούμε να υπολογίσουμε τα διανύσματα πιθανοτήτων σταθερής κατάστασης π^{f_i} :

$$P[U_{f_i} = n] = \sum_{k=0}^{B_s} [\pi_k^{f_i} \cdot P[A_{f_i} = n - k]], i \leq 0 < \max \quad (6.15)$$

Οι πιθανότητες μετάβασης της (6.8) (έστω $p_{i,j}^{f_i}$) πρέπει τώρα να μεταβληθούν ώστε στη θέση της τ.μ. A_f να έχουμε μία νέα τ.μ., έστω R_{f_i} , τη συνέλιξη της A_f με μία τ.μ. που θα προκύψει με τη σειρά της από τη συνέλιξη όλων των U_f των ροών προτεραιότητας $\geq i+1$, τροποποιημένη βέβαια ώστε η μέγιστη τιμή της να είναι W . Έστω $U_{f_{i+1}}^*$ η τ.μ. αυτή:

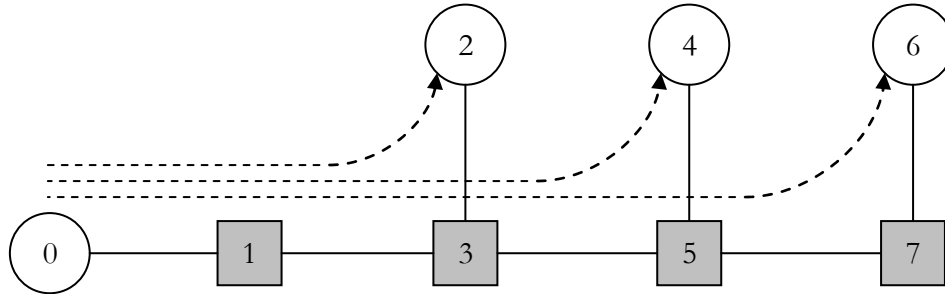
$$P[U_{f_{i+1}}^* = n] = \begin{cases} P[U_{f_{\max}} * \dots * U_{f_{i+1}} = n], 0 \leq n < W \\ \sum_{k=W}^{\infty} P[U_{f_{\max}} * \dots * U_{f_{i+1}} = k], n = W \end{cases} \quad (6.16)$$

$$P[R_{f_i} = n] = \begin{cases} P[A_{f_i} * U_{f_{i+1}}^* = n], 0 \leq n < W \\ \sum_{k=W}^{\infty} P[A_{f_i} * U_{f_{i+1}}^* = k], n = W \end{cases} \quad (6.17)$$

Όταν η τιμή της R_{f_i} είναι $> W$, τα πακέτα που «περισσεύουν» ανήκουν προφανώς στην f_i , έτσι μπορούμε κατ' αρχήν να χρησιμοποιήσουμε τους τύπους που έχουν ήδη εξαχθεί για τις πιθανότητες μετάβασης, όπου στη θέση της τ.μ. A_f έχουμε πλέον την R_{f_i} . Ωστόσο, χρειάζονται ορισμένες τροποποιήσεις όσον αφορά τις τελευταίες W στήλες του $(B_s + 1) \times (B_s + 1)$ πίνακα μεταβάσεων, δηλαδή τις πιθανότητες μετάβασης προς τις καταστάσεις $B_s - W + z$, $0 \leq z \leq W$. Ο λόγος είναι ότι τώρα, όπως είδαμε, ενδέχεται στο τέλος κάποιας χρονοσχισμής να παραμείνουν έως και B_s πακέτα ανίχνευσης στην ουρά. Κατά τα γνωστά, στην κατάσταση $B_s - W + z$ μπορούμε να βρεθούμε εάν το συνολικό άθροισμα των πακέτων που παράχθηκαν και αυτών που έχουν ήδη δεσμευτεί είναι $W + (B_s - W + z) - i$, όπου i τα πακέτα που υπήρχαν ήδη στην ουρά. Επιπλέον, εάν παραχθούν $B_s - i$ ή περισσότερα, στην περίπτωση της μεμονωμένης ροής η επόμενη κατάσταση θα ήταν η $B_s - W$. Τώρα όμως θα είναι η $B_s - W + z$, όπου η τιμή z θα αντιστοιχεί στα μήκη κύματος που έχουν δεσμευτεί από τις ροές υψηλότερης προτεραιότητας. Αφού όλες οι παραπάνω παρατηρήσεις ληφθούν υπόψη, καταλήγουμε στη σχέση που ακολουθεί :

$$\hat{p}_{i,i+\beta}^{f_k} = \begin{cases} \sum_{m=0}^{W-i} P[R_{f_k} = m], \beta = -i \\ P[R_{f_k} = W + \beta], -i < \beta < -i + B_s - W \\ \sum_{m=\beta}^{\beta+W-\zeta} P[A_{f_k} = m] \cdot P[U_{f_{k+1}}^* = W + \beta - m] + \\ \sum_{m=B_s+1}^{+\infty} P[A_{f_k} = m - i] \cdot P[U_{f_{k+1}}^* = \zeta], \beta = -i + B_s - W + \zeta \quad (0 \leq \zeta \leq W) \end{cases} \quad (6.18)$$

Η τοπολογία δικτύου που θα χρησιμοποιηθεί για την επιβεβαίωση της ανάλυσης αυτής της ενότητας είναι κατά τι πιο περίπλοκη από αυτήν που εξετάστηκε προηγουμένως: Αποτελείται από 8 συνολικά κόμβους, εκ των οποίων οι κόμβοι 0, 2, 4 και 6 είναι ακραίοι και προσαρτημένοι στους κόμβους κορμού 1, 3, 5 και 7 αντίστοιχα. Ο μόνος κόμβος που παράγει κίνηση είναι ο 0. Με αυτόν τον τρόπο στο δίκτυο έχουμε 3 ροές κίνησης με μήκος τρία, τέσσερα και πέντε βήματα η καθεμία, όπως απεικονίζεται και στο Σχήμα 6.6. Το μόνο σημείο στο οποίο οι ροές αυτές ανταγωνίζονται η μία την άλλη κατά τη δέσμευση μηκών κύματος είναι η έξοδος του κόμβου 0. Αυτός ο ανταγωνισμός μας δίνει τη δυνατότητα να εξετάσουμε πώς επηρεάζεται κάθε ροή από την ύπαρξη των υπολοίπων κατά τη διεκδίκηση της ίδιας εξόδου.

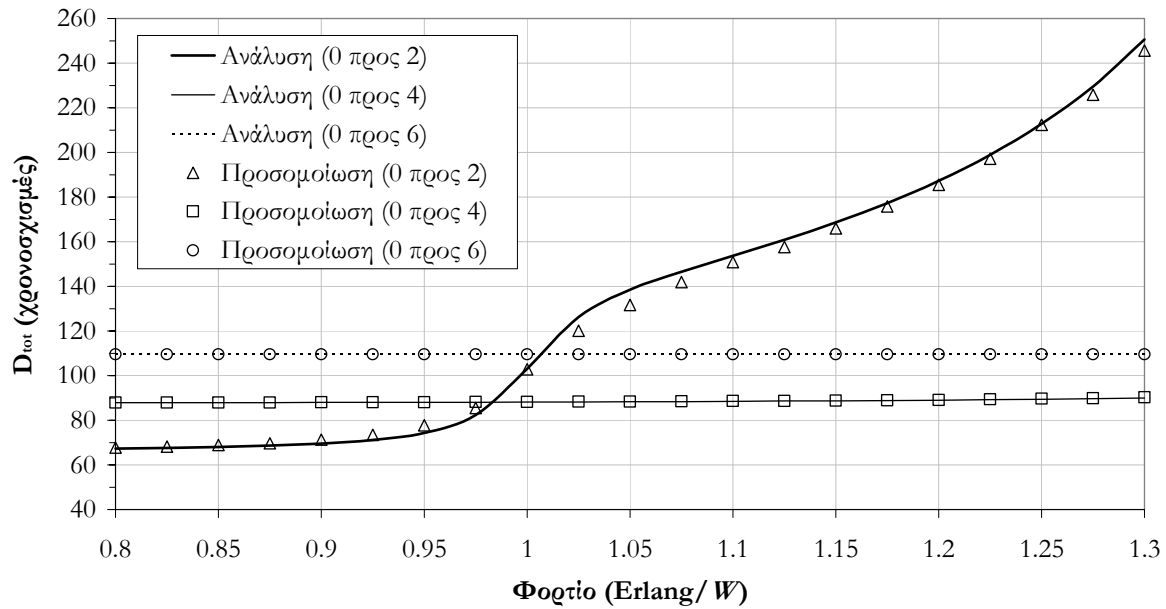


Σχήμα 6.6: Δίκτυο με συνύπαρξη ροών διαφορετικών αποστάσεων.

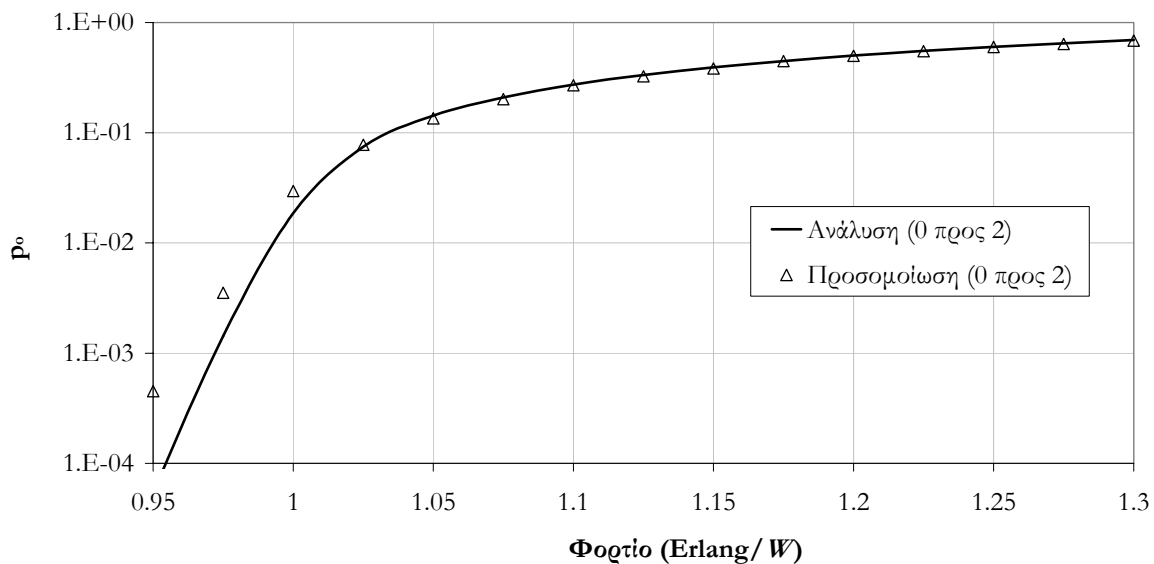
Θεωρούμε ότι ο κόμβος 0 παράγει ριπές με προορισμό κάθε άλλο ακραίο κόμβο ακολουθώντας διαδικασία Poisson (επιθετικοί χρόνοι μεταξύ αφίξεων με μέση τιμή $\frac{3}{\lambda}$). Οι παράμετροι ήταν $W = 2$, $s = 100 \mu s$, $B_s = 25 \cdot W$ χρονοσχιμές (προς κάθε ακραίο κόμβο) και $l = 10$ χρονοσχιμές, δίνοντας $r_{ii} = 65/87/109$ χρονοσχιμές αντίστοιχα για τις τρεις ροές. Τέλος, και πάλι υποτίθεται πλήρης μετατροπή μηκών κύματος σε όλους τους κόμβους του δικτύου.

Στα παρακάτω σχήματα απεικονίζονται και συγκρίνονται με τα αποτελέσματα προσομοιώσεων, τα παραπάνω θεωρητικά αποτελέσματα όσον αφορά τις καθυστερήσεις και τις πιθανότητες υπερχειλίσης.

Οι τελευταίες μάλιστα ήταν μηδενικές για τις δύο ροές υψηλότερης προτεραιότητας, γι' αυτό και δεν εμφανίζονται στο Σχήμα 6.8. Είναι εμφανές και σε αυτή την περίπτωση ότι τα θεωρητικά μοντέλα που αναπτύχθηκαν βρίσκονται σε συνέπεια με τα αποτελέσματα των προσομοιώσεων.



Σχήμα 6.7: Μέση καθυστέρηση ριπών με $W=2$ για το δίκτυο στο Σχήμα 6.6.



Σχήμα 6.8: Πιθανότητα υπερχείλισης ενταμιευτή ριπών χαμηλότερης προτεραιότητας με $W=2$ για το δίκτυο στο Σχήμα 6.6.

6.2 Ανάλυση δικτύου με άπειρους ενταμιευτές, χωρίς μετατροπή μηκών κύματος

Στην ενότητα αυτή επιχειρείται η αναλυτική διερεύνηση *οποιασδήποτε* τοπολογίας δικτύου που χρησιμοποιεί την προσέγγιση των παραλληλισμένων διμερών δεσμεύσεων, αρχίζοντας με τις παρακάτω παραδοχές:

- Δεν υπάρχουν καθόλου μετατροπές μηκών κύματος στους κόμβους του δικτύου.
- Η κίνηση στους ακραίους κόμβους παράγεται σε κάθε μήκος κύματος ακολουθώντας την κατανομή Bernoulli. Δηλαδή η πιθανότητα σε κάποια χρονοσχισμή να παραχθεί ριπή σε ένα συγκεκριμένο μήκος κύματος ισούται με μία τιμή p .
- Οι ενταμιευτές ριπών και χρονοσχισμών θεωρούνται άπειρης χωρητικότητας.

Η πρώτη παραδοχή σημαίνει πρακτικά ότι μπορούμε να ασχοληθούμε με το σύστημα σαν να υπήρχε μόνο ένα μήκος κύματος σε όλες τις ζεύξεις. Απόρροια της δεύτερης παραδοχής είναι ότι και η διαδικασία παραγωγής ριπών ανά χρονοσχισμή από έναν κόμβο προς κάθε προορισμό, σε ένα συγκεκριμένο μήκος κύματος ακολουθεί κατανομή Bernoulli, με πιθανότητα υποπολλαπλάσια της p (ανάλογα με τους δυνατούς προορισμούς και το διαμοιρασμό της κίνησης προς αυτούς – π.χ αν οι δυνατοί προορισμοί κάποιου κόμβου είναι τρεις και κάθε ριπή απευθύνεται με ομοιόμορφη πιθανότητα προς αυτούς, τότε η πιθανότητα είναι $p/3$). Η παραδοχή άπειρης χωρητικότητας στους ενταμιευτές επιτρέπει ευκολότερη μελέτη της περιοχής αστάθειας του συστήματος, αφού σε αυτή την περίπτωση η καθυστέρηση ριπών απειρίζεται.

Γενικά, βασική παρατήρηση είναι ότι πρέπει να επικεντρώσουμε την προσοχή μας στα πακέτα ανίχνευσης, καθώς αυτά εκτελούν τις δεσμεύσεις και οποιαδήποτε καθυστέρηση στην αναχώρηση των ριπών από τις αντίστοιχες ουρές οφείλεται σε αυτά. Επίσης, είναι απαραίτητο να έχουμε υπόψη το γεγονός ότι το σύστημα, όπως έχει περιγραφεί στο προηγούμενο κεφάλαιο καθώς και στην Ενότητα 6.1, εφαρμόζει μία εγγενή ιεράρχηση σε προτεραιότητες, με την έννοια ότι πακέτα ανίχνευσης που προσπαθούν να δεσμεύσουν μήκη κύματος με παράμετρο offset T_{d1} έχουν χαμηλότερη προτεραιότητα έναντι πακέτων ανίχνευσης με μεγαλύτερο $T_{d2} > T_{d1}$ (αφού, λαμβάνοντας υπόψη την ολίσθηση του ιστορικού δεσμεύσεων, αυτές οι δεσμεύσεις θα έχουν ήδη γίνει, αν βέβαια είχαν εμφανιστεί τέτοια πακέτα $T_{d2} - T_{d1}$ χρονοσχισμές νωρίτερα). Στα επόμενα θα χρησιμοποιείται η ορολογία των «προτεραιοτήτων» όσον αφορά τις ροές πακέτων ανίχνευσης, με την έννοια που μόλις επεξηγήθηκε.

6.2.1 Σημειολογία

Στη συνέχεια παραθέτουμε τους συμβολισμούς που θα χρησιμοποιηθούν στην ανάλυση που ακολουθεί:

$parr_s$: Πιθανότητα ενδεχόμενου δημιουργίας ριπής (\equiv πακέτου ανίχνευσης) από τον ακραίο κόμβο s , σε μία οποιαδήποτε χρονοσχιμή, σε ένα συγκεκριμένο μήκος κύματος.

f_{sd} : Η ροή πακέτων ανίχνευσης από τον ακραίο κόμβο s προς τον d .

$parr_{sd}$: Πιθανότητα ενδεχόμενου δημιουργίας ριπής (\equiv πακέτου ανίχνευσης) από τον ακραίο κόμβο s προς τον d , σε μία οποιαδήποτε χρονοσχιμή, σε ένα συγκεκριμένο μήκος κύματος.

$pack_{sd}$: Πιθανότητα ενδεχόμενου άφιξης θετικού πακέτου ανίχνευσης στον ακραίο κόμβο s , το οποίο απευθυνόταν στον ακραίο κόμβο d , σε μία οποιαδήποτε χρονοσχιμή, σε ένα συγκεκριμένο μήκος κύματος.

$pnack_{sd}$: Πιθανότητα ενδεχόμενου άφιξης θετικού πακέτου ανίχνευσης στον ακραίο κόμβο s , το οποίο απευθυνόταν στον ακραίο κόμβο d , σε μία οποιαδήποτε χρονοσχιμή, σε ένα συγκεκριμένο μήκος κύματος.

pb_{sd} : Πιθανότητα ενδεχόμενου μπλοκαρίσματος (σε οποιονδήποτε ενδιάμεσο κόμβο κορμού) ενός πακέτου ανίχνευσης με πηγή τον ακραίο κόμβο s και προορισμό τον d .

$pb_{sd,c}$: Πιθανότητα ενδεχόμενου μπλοκαρίσματος στον ενδιάμεσο κόμβο κορμού c , ενός πακέτου ανίχνευσης με πηγή τον ακραίο κόμβο s και προορισμό τον d .

T_{sd} : Ο χρόνος μετ' επιστροφής (σε χρονοσχιμές) ενός πακέτου ανίχνευσης από τον κόμβο s προς τον κόμβο d , συμπεριλαμβανομένων των χρόνων επεξεργασίας των πακέτων ανίχνευσης στους κόμβους.

C_{sd} : Το σύνολο των κόμβων κορμού στους οποίους η ροή πακέτων ανίχνευσης από τον ακραίο κόμβο s προς τον d μπορεί να μπλοκαριστεί, μη συμπεριλαμβανομένου του s .

$F_{sd,c}^+$: Το σύνολο των ροών πακέτων ανίχνευσης που μοιράζονται με τη ροή f_{sd} την ίδια έξοδο (ίνα και μήκος κύματος) του κόμβου κορμού c , αλλά όχι κάποια κόμβου που προηγείται του c στη διαδρομή, και έχουν μεγαλύτερη προτεραιότητα με αυτήν στον c .

$F_{sd,c}^-$: Το σύνολο των ροών πακέτων ανίχνευσης που μοιράζονται με τη ροή f_{sd} την ίδια έξοδο (ίνα και μήκος κύματος) του κόμβου κορμού c , αλλά όχι κάποια κόμβου που προηγείται του c στη διαδρομή, και έχουν ίση προτεραιότητα με αυτήν στον c .

6.2.2 Ανάλυση Markov

Για κάθε ζεύγος ακραίων κόμβων πηγής και προορισμού s, d μπορούμε να σχηματίσουμε μία αλυσίδα Markov διακριτού χρόνου, οι καταστάσεις της οποίας θα συμβολίζουν το πόσα πακέτα ανίχνευσης εκκρεμούν ανά πάσα στιγμή στον ακραίο κόμβο-πηγή, δηλαδή είναι αποθηκευμένα και

περιμένουν να αποσταλούν. Οι μεταβάσεις λαμβάνουν χώρα στο τέλος κάθε χρονοσχιμής. Συμβολίζουμε τη μήτρα μεταβάσεων ως P_{sd} .

Κατά τη διάρκεια μίας χρονοσχιμής έχουμε την άφιξη νέας ριπής (άρα και σχηματισμό ενός πακέτου ανίχνευσης) με πιθανότητα $parr_{sd}$, καθώς και την άφιξη ενός πακέτου ανίχνευσης με θετική (ACK) ή αρνητική ($NACK$) απάντηση, με πιθανότητες $pack_{sd}$ και $pnack_{sd}$ αντίστοιχα. Η τελευταία παραδοχή, δηλαδή ότι οι απαντήσεις έρχονται σε κάθε χρονοσχιμή με δεδομένη πιθανότητα και ανεξάρτητα από τις προηγούμενες καταστάσεις του συστήματος αποτελεί μία προσέγγιση¹. Στο [2] (αν και το σύστημα που αναλύεται εκεί εμφανίζει αρκετές διαφορές από το παρόν, δεν παύει να είναι ένα σύστημα επανειπομπής με ανάδραση), αποδεικνύεται ότι μία τέτοια προσέγγιση οδηγεί σε πολύ μικρές αποκλίσεις από το ακριβές μοντέλο και από τις εξομοιώσεις, ενώ εξάγεται και η παρακάτω σχέση όσον αφορά την πιθανότητα άφιξης αρνητικής απάντησης σε μία χρονοσχιμή:

$$pnack_{sd} = parr_{sd} \cdot \frac{pb_{sd}}{1 - pb_{sd}} \quad (6.19)$$

Επιστρέφοντας στη μελέτη της αλυσίδας, παρατηρούμε ότι σε κάθε χρονοσχιμή μπορεί να δημιουργηθεί το πολύ ένα πακέτο ανίχνευσης, να έρθει το πολύ μία αρνητική απάντηση και στο τέλος της να αναχωρήσει το πολύ ένα πακέτο ανίχνευσης (αν υπάρχει τουλάχιστον ένα στην ουρά). Σε περίπτωση που από κάποιον κόμβο αναχωρούν περισσότερες από μία ροές, τότε είναι πιθανόν να μην αναχωρήσει κανένα πακέτο, εάν ροές υψηλότερης προτεραιότητας έχουν ήδη δεσμεύσει μελλοντικές χρονοσχιμές. Την τελευταία αυτή πιθανότητα τη συμβολίζουμε ως $pb_{sd,s}$, κατά την ορολογία που παρατέθηκε νωρίτερα. Αυτή ωστόσο δεν πρέπει να λαμβάνεται υπόψη κατά τον υπολογισμό της $pnack_{sd}$, καθώς στην περίπτωση αυτή τα πακέτα ανίχνευσης δεν αναχωρούν από τον κόμβο s , απλά ενταμιεύονται σε περίπτωση αποτυχίας. Οι αφίξεις θετικών πακέτων ανίχνευσης δεν επηρεάζουν την κατάσταση της αλυσίδας, αφού σε αυτή την περίπτωση αναχωρεί μία ριπή δεδομένων και το πακέτο ανίχνευσης καταστρέφεται. Συνεπώς, το μέγιστο θετικό βήμα στην αλυσίδα είναι 2 (ταυτόχρονη δημιουργία πακέτου ανίχνευσης, επιστροφής αρνητικής απάντησης και μπλοκαρισμένης χρονοσχιμής εξόδου) και αρνητικό -1. Τα στοιχεία της μήτρας P_{sd} υπολογίζονται ως εξής:

¹ Ωστόσο, μία ακριβής μοντελοποίηση θα απαιτούσε τη χρήση ενός υπολογιστικά μη αποδεκτού πλήθους δυνατών καταστάσεων: Θα έπρεπε να ληφθεί ως κατάσταση του συστήματος ο συνδυασμός του πλήθους των εκκρεμούντων πακέτων ανίχνευσης και της κατάσταση ενός μεγάλου πλήθους χρονοσχιμών (όσο ο χρόνος μετ' επιστροφής προς τον προορισμό). Επιπλέον, η παραδοχή ότι σε κάθε χρονοσχιμή μπορεί να αφιχθεί το πολύ μία αρνητική απάντηση δεν είναι αληθής, καθώς ενδέχεται να καταφθάσουν ταυτόχρονα δύο αρνητικές απαντήσεις από πακέτα ανίχνευσης που αναχώρησαν σε διαφορετικές χρονοσχιμές και μπλοκαρίστηκαν σε διαφορετικά σημεία της διαδρομής.

$$P_{sd}(i, i + 2) = P[\text{δημιουργήθηκε νέο πακέτο ανίχνευσης} \cap \text{αφίχθη NACK} \cap \text{χρονοσχισμή εξόδου μπλοκαρισμένη}] \quad (6.20)$$

$$P_{sd}(i, i + 1) = P[\text{δημιουργήθηκε νέο πακέτο ανίχνευσης} \cap \text{αφίχθη NACK} \cap \overline{\text{χρονοσχισμή εξόδου μπλοκαρισμένη}} \cup \overline{\text{δημιουργήθηκε νέο πακέτο ανίχνευσης}} \cap \overline{\text{αφίχθη NACK}} \cap \text{χρονοσχισμή εξόδου μπλοκαρισμένη} \cup \overline{\text{δημιουργήθηκε νέο πακέτο ανίχνευσης}} \cap \text{αφίχθη NACK} \cap \overline{\text{χρονοσχισμή εξόδου μπλοκαρισμένη}}] \quad (6.21)$$

$$P_{sd}(i, i - 1) = \begin{cases} P[\overline{\text{δημιουργήθηκε νέο πακέτο ανίχνευσης}} \cap \overline{\text{αφίχθη NACK}} \cap \overline{\text{χρονοσχισμή εξόδου μπλοκαρισμένη}}], i > 0 \\ 0, i = 0 \end{cases} \quad (6.22)$$

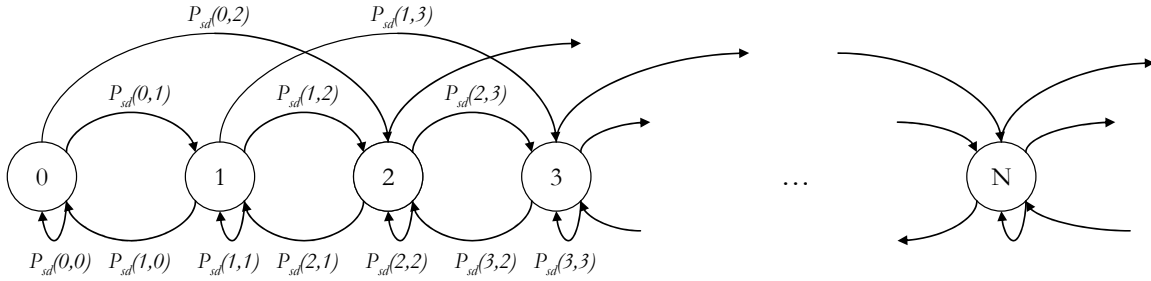
Χρησιμοποιώντας τους συμβολισμούς και τις παραδοχές που έχουν υιοθετηθεί (για παράδειγμα ανεξαρτησία των ενδεχομένων δημιουργίας νέου πακέτου ανίχνευσης και άφιξης NACK), καταλήγουμε στις παρακάτω σχέσεις:

$$P_{sd}(i, i + 2) = parr_{sd} \cdot pnack_{sd} \cdot pb_{sd,s} \quad (6.23)$$

$$P_{sd}(i, i + 1) = [parr_{sd} \cdot (1 - pnack_{sd}) + (1 - parr_{sd}) \cdot pnack_{sd}] \cdot pb_{sd,s} + parr_{sd} \cdot pnack_{sd} \cdot (1 - pb_{sd,s}) \quad (6.24)$$

$$P_{sd}(i, i - 1) = \begin{cases} (1 - parr_{sd}) \cdot (1 - pnack_{sd}) \cdot (1 - pb_{sd,s}), i > 0 \\ 0, i = 0 \end{cases} \quad (6.25)$$

Καταλήγουμε λοιπόν σε μία αλυσίδα που έχει τη μορφή που φαίνεται στο Σχήμα 6.9.



Σχήμα 6.9: Αλυσίδα Markov για τα πακέτα ανίχνευσης που εκκρεμούν.

Στην ειδική περίπτωση όπου ένας κόμβος απευθύνεται μόνο σε έναν προορισμό, τότε προφανώς η πιθανότητα $pb_{sd,s}$ ισούται με 0, και επομένως η αλυσίδα εκφυλίζεται σε μία διαδικασία γεννήσεων θανάτων διακριτού χρόνου (αφού η πιθανότητα $P_{sd}(i, i+2)$ είναι μηδενική) με πιθανότητα γεννήσεων $parr_{sd} \cdot p_{nack_{sd}}$ και πιθανότητα θανάτων $(1 - parr_{sd}) \cdot (1 - p_{nack_{sd}})$. Η πιθανότητες στην κατάσταση ισορροπίας μπορούν σε αυτή την περίπτωση να βρεθούν πολύ απλά με χρήση της γνωστής σχέσης [1] (εφόσον βέβαια έχει υπολογιστεί η πιθανότητα $p_{nack_{sd}}$, κάτι με το οποίο θα ασχοληθούμε στην επόμενη παράγραφο):

$$\pi_{sd}(i) = \left[1 - \frac{parr_{sd} \cdot p_{nack_{sd}}}{(1 - parr_{sd}) \cdot (1 - p_{nack_{sd}})} \right] \cdot \left[\frac{parr_{sd} \cdot p_{nack_{sd}}}{(1 - parr_{sd}) \cdot (1 - p_{nack_{sd}})} \right]^i, i \geq 0 \quad (6.26)$$

Σε κάθε περίπτωση, η μέση τιμή της τ.μ. N_{sd} που αντιπροσωπεύει το πλήθος των πακέτων ανίχνευσης που εκκρεμούν στην παραπάνω ουρά δίδεται προφανώς από:

$$E\{N_{sd}\} = \sum_{i=1}^{\infty} i \cdot \pi_{sd}(i) \quad (6.27)$$

Από το θεώρημα του Little βρίσκουμε τη μέση τιμή της τυχαίας μεταβλητής W_{sd} που συμβολίζει το χρόνο αναμονής στην ουρά ενός πακέτου ανίχνευσης (μέχρι δηλαδή να καταφέρει να αποσταλεί) από τη στιγμή που αυτό εισάγεται στην ουρά, είτε λόγω παραγωγής μίας ριπής δεδομένων, είτε εξαιτίας επιστροφής του με αρνητική απάντηση:

$$E\{W_{sd}\} = \frac{E\{N_{sd}\}}{parr_{sd} + p_{nack_{sd}}} \quad (6.28)$$

, αφού ο συνολικός ρυθμός με τον οποίο καταφθάνουν πακέτα στην ουρά πρέπει να περιλαμβάνει, όπως ήδη αναφέρθηκε, και τις αρνητικές απαντήσεις.

6.2.3 Υπολογισμός της μέσης καθυστέρησης αναμονής ριπών

Σε αυτό το σημείο, και για να μπορέσουμε να προχωρήσουμε στον υπολογισμό της μέσης καθυστέρησης μίας ριπής δεδομένων στην ουρά, είναι ανάγκη να γίνει μία σημαντική παρέκβαση. Αναφέρθηκε στο προηγούμενο κεφάλαιο ότι τα πακέτα ανίχνευσης δεν «ανήκουν» στις ριπές λόγω των οποίων δημιουργήθηκαν, αλλά ότι με κάθε επιτυχημένο πακέτο ανίχνευσης αναχωρεί η πρώτη ριπή από την αντίστοιχη ουρά. Έγινε όμως και η παρατήρηση ότι, παρόλο που με αυτόν τον τρόπο η διακύμανση της καθυστέρησης βελτιώνεται αισθητά, η μέση καθυστέρηση κάθε ουράς δεν παύει να έχει την ίδια τιμή που θα είχε αν ίσχυε η 1 – προς – 1 αντιστοιχία ριπών πακέτων ανίχνευσης. Καθώς το στατιστικό μέγεθος που θα μας απασχολήσει εδώ είναι η μέση καθυστέρηση των ριπών στις ουρές των ακραίων κόμβων και όχι η κατανομή της, έχουμε τη δυνατότητα κατά την ανάλυση του συστήματος να θεωρούμε ότι ισχύει η 1 – προς – 1 αντιστοιχία.

Επιστρέφοντας στην ανάλυση, παρατηρούμε ότι κάθε φορά που ένα πακέτο ανίχνευσης αποτυγχάνει και επιστρέφει στον προορισμό του αντιμετωπίζει την παραπάνω (μέση) καθυστέρηση $E\{W_{sd}\}$, ενώ έχει και μία επιπλέον καθυστέρηση η οποία εξαρτάται από το σημείο της διαδρομής στο οποίο απέτυχε. Έστω X_{sd} η τ.μ. που αντιπροσωπεύει την επιπλέον αυτή καθυστέρηση που αντιμετωπίζει ένα πακέτο λόγω κάθε επαναμετάδοσής του. Θα έχουμε:

$$E\{X_{sd}\} = E\{W_{sd}\} + \sum_{c \in C_{sd}} [P[\text{το πακέτο ανίχνευσης μπλοκαρίστηκε στον } c \mid \text{το πακέτο ανίχνευσης μπλοκαρίστηκε}] \cdot T_{sc}] \quad (6.29)$$

Το συνολικό πλήθος των επαναμεταδόσεων ενός πακέτου ανίχνευσης, έστω R_{sd} ακολουθεί γεωμετρική κατανομή:

$$P[R_{sd} = i] = pb_{sd}^i \cdot (1 - pb_{sd}), i = 0, 1, \dots \quad (6.30)$$

, της οποίας η μέση τιμή είναι ως γνωστόν:

$$E\{R_{sd}\} = \frac{pb_{sd}}{1 - pb_{sd}} \quad (6.31)$$

Τέλος, ένα πακέτο θα χρειαστεί να αναμείνει τουλάχιστον μία φορά (την πρώτη) στην ουρά, και επίσης πάντα εμφανίζεται καθυστέρηση T_{sd} χρονοσχισμών, για την τελική επιτυχή δέσμευση πόρων κατά μήκος όλης της διαδρομής.

Έτσι, καταλήγουμε στην παρακάτω σχέση για την τ.μ. της συνολικής καθυστέρησης αναμονής μιας ριπής δεδομένων στην ουρά, D_{sd} :

$$D_{sd} = R_{sd} \cdot X_{sd} + W_{sd} + T_{sd} \quad (6.32)$$

Και, θεωρώντας ανεξαρτησία μεταξύ των τ.μ. R_{sd} και X_{sd} ,

$$E\{D_{sd}\} = E\{R_{sd}\} \cdot E\{X_{sd}\} + E\{W_{sd}\} + T_{sd} \quad (6.33)$$

Άρα το πρόβλημα ανάγεται στον υπολογισμό των πιθανοτήτων που εμφανίζονται στις (6.19), (6.30) και (6.29). Είναι προφανές ότι η πιθανότητα ένα πακέτο ανίχνευσης να μπλοκαριστεί σε κάποιο κόμβο κορμού ισούται με την πιθανότητα να έχει ήδη δεσμευτεί η θέση στο ιστορικό χρονοδρομολόγησης στην οποία το πακέτο επιδιώκει να καταχωρίσει τη δική του δέσμευση. Αυτό ισοδυναμεί με το ενδεχόμενο να έχει εμφανιστεί και ένα πακέτο ανίχνευσης υψηλότερης προτεραιότητας σε παρελθούσα χρονοσχισμή τέτοια ώστε, με την ολίσθηση του ιστορικού ανα χρονοσχισμή, εκείνη η δέσμευση να εμφανίζεται στην θέση για την οποία το υπό εξέταση πακέτο ανίχνευσης τώρα ενδιαφέρεται. Ενδέχεται επίσης ένα πακέτο ίσης προτεραιότητας να εμφανιστεί ταυτόχρονα, προσπαθώντας να δεσμεύσει την ίδια θύρα εξόδου, στο ίδιο μήκος κύματος και για την ίδια μελλοντική χρονοσχισμή.

Σε αυτό το σημείο εισάγουμε ένα νέο συμβολισμό, που αφορά το προσφερόμενο φορτίο πακέτων ανίχνευσης από μία ροή σε έναν κόμβο. Με αυτό εννοούμε τα νέα πακέτα ανίχνευσης και αυτά που προέρχονται από επαναποστολή παλαιότερων αποτυχημένων. Για παράδειγμα, το προσφερόμενο φορτίο στον κόμβο s , για τη ροή f_{sd} (υπονοώντας την πιθανότητα κάποια χρονοσχισμή να έχει δεσμευτεί από πακέτο ανίχνευσης αυτής της ροής) είναι $pf_{sd,s} = parr_{sd} + pnack_{sd}$, αφού μακροπρόθεσμα όλα τα πακέτα ανίχνευσης, νέα και αποτυχημένα, θα πρέπει να περάσουν από τον κόμβο. Ωστόσο, το προσφερόμενο φορτίο διαφέρει από κόμβο σε κόμβο για την ίδια ροή, αν σκεφτούμε ότι τα πακέτα ανίχνευσης που ξαναστέλνονται λόγω αποτυχίας σε κάποιο ενδιάμεσο κόμβο δε θα εμφανιστούν ποτέ ως επιπλέον φορτίο στο μονοπάτι πέρα από το συγκεκριμένο κόμβο (δε φτάνουν ποτέ στους υπόλοιπους κόμβους της διαδρομής). Έτσι, πρέπει να εισάγουμε και την πιθανότητα αποτυχίας μίας ροής f_{sd} από τον κόμβο $c \in C_{sd}$ και έπειτα, ως $pb_{sd,c+}$. Αντίστοιχα, συμβολίζουμε με $C_{sd,c+}$ το υποσύνολο του C_{sd} που περιέχει μόνο τους κόμβους που βρίσκονται από τον c και έπειτα στη διαδρομή της ροής f_{sd} .

Αντίστοιχα ορίζουμε και το υποσύνολο $C_{sd,c-}$ το οποίο περιλαμβάνει όλους τους κόμβους πριν από τον c . Μετά από αυτά είναι φανερό (βλέπε και τη σχέση (6.19)) ότι:

$$poff_{sd,c} = parr_{sd} \cdot \left(1 + \frac{pb_{sd,c+}}{1 - pb_{sd,c+}} \right) \quad (6.34)$$

όπου:

$$pb_{sd,c+} = 1 - \prod_{c \in C_{sd,c+}} (1 - pb_{sd,c}) \quad (6.35)$$

Στην περίπτωση που υπάρχει ροή $f_{kl} \in F_{sd,c}^-$, τότε χρησιμοποιούμε το εξής τέχνασμα: Εφόσον το ποια μεταξύ των ισοδύναμων ροών θα επικρατήσει είναι τυχαίο, θεωρούμε ότι κατά το μισό χρόνο η μία ροή εμφανίζεται με μεγαλύτερη προτεραιότητα από την άλλη και αντίστροφα. Ως συνέπεια, η f_{sd} αντιμετωπίζει προσφερόμενο φορτίο $poff_{kl,c}/2$.

Τώρα μπορούμε πλέον να υπολογίσουμε τις επιθυμητές πιθανότητες ως εξής:

$$P[\text{το πακέτο ανίχνευσης μπλοκαρίστηκε στον } c] = pb_{sd,c} = \sum_{\forall (i,j) | f_{ij} \in F_{sd,c}^+} poff_{ij,c} + \frac{poff_{kl,c}}{2}, f_{kl} \in F_{sd,c}^- \quad (6.36)$$

$$P[\text{το πακέτο ανίχνευσης μπλοκαρίστηκε}] = pb_{sd} = 1 - \prod_{c \in C_{sd}} (1 - pb_{sd,c}) \quad (6.37)$$

και η δεσμευμένη πιθανότητα της σχέσης (6.29) δίνεται από:

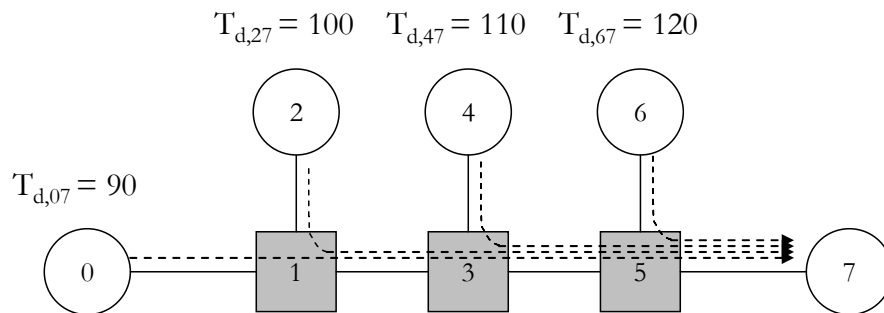
$$\begin{aligned}
 &P[\text{το πακέτο ανίχνευσης μπλοκαρίστηκε στον } c \mid \text{το πακέτο ανίχνευσης μπλοκαρίστηκε}] = \\
 &\frac{P[\text{το πακέτο ανίχνευσης μπλοκαρίστηκε στον } c \cap \text{το πακέτο ανίχνευσης μπλοκαρίστηκε}]}{P[\text{το πακέτο ανίχνευσης μπλοκαρίστηκε}]} = \\
 &\frac{P[\text{το πακέτο ανίχνευσης μπλοκαρίστηκε στον } c] \cdot P[\text{το πακέτο ανίχνευσης δεν μπλοκαρίστηκε σε κόμβο } i \in C_{sd,c}.]}{P[\text{το πακέτο ανίχνευσης μπλοκαρίστηκε}]} = \quad (6.38)
 \end{aligned}$$

$$\frac{pb_{sd,c} \cdot \prod_{i \in C_{sd,c}} (1 - pb_{sd,i})}{pb_{sd}}$$

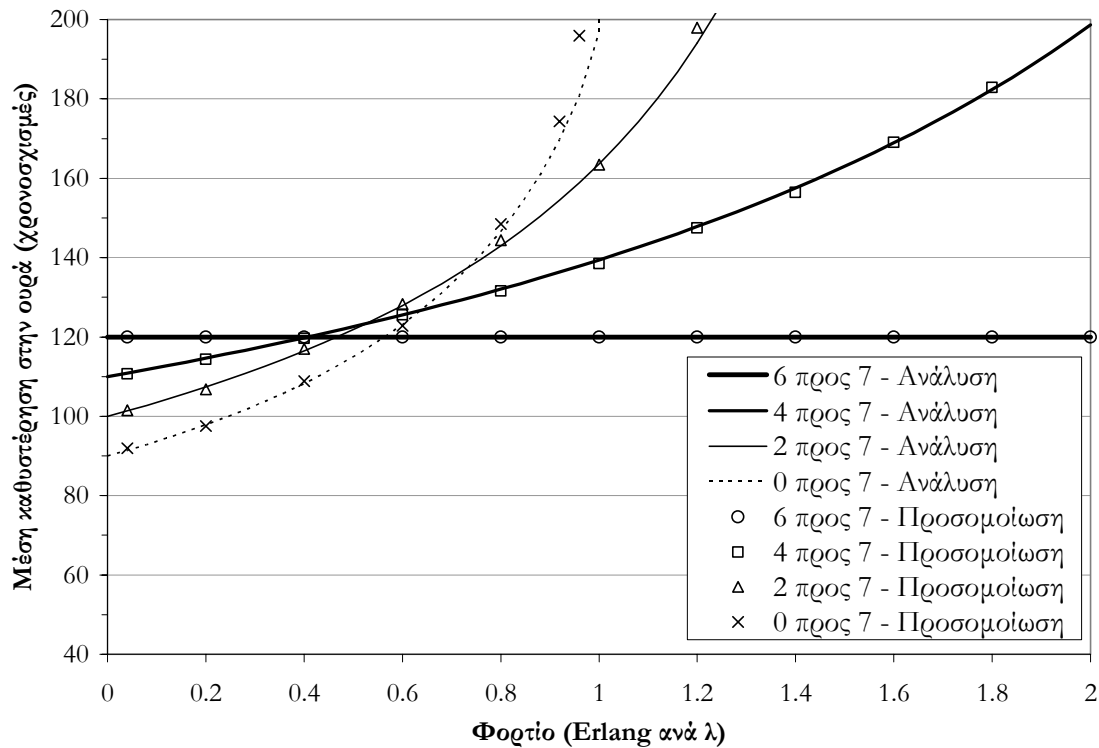
Θέλει προσοχή το γεγονός ότι στην εξίσωση (6.36) ο όρος $pb_{sd,c}$ εμφανίζεται και στο δεξί σκέλος της, καθώς εξ ορισμού πρέπει να ισχύει $pb_{kl,c} = pb_{sd,c}$. Έτσι, η (6.36) επιλύεται επαναληπτικά μέχρι συγκλίσεως, αρχίζοντας από μία τυχαία τιμή $pb_{sd,c} \in [0,1)$.

6.2.4 Αριθμητικά αποτελέσματα

Η ορθότητα των παραπάνω αποτελεσμάτων ελέγχθηκε με τη βοήθεια της τοπολογίας του σχήματος που ακολουθεί. Το δίκτυο αυτό ακολουθεί τις παραδοχές που έχουν γίνει σε αυτή την παράγραφο, δηλαδή δεν υπάρχει μετατροπή μηκών κύματος, οι κόμβοι διαθέτουν άπειρους ενταμιευτές και οι ριπές παράγονται ανά χρονοσχισμή ακολουθώντας κατανομή Bernoulli. Η διάρκεια της χρονοσχισμής είναι $100 \mu s$. Τα μήκη των ζεύξεων θεωρούνται τέτοια, ώστε οι τιμές T_d στα πακέτα ανίχνευσης κάθε ροής να είναι αυτές που είναι σημειωμένες στο σχήμα, εκφρασμένες σε χρονοσχισμές. Όπως φαίνεται, κάθε κόμβος παράγει κίνηση μόνο προς τον ακραίο κόμβο 7, ενώ το φορτίο είναι ισοδύναμο για όλες τις ροές.



Σχήμα 6.10: Δίκτυο με διαμάχες ροών στους ενδιάμεσους κόμβους κορμού.



Σχήμα 6.11: Μέση καθυστέρηση ριπών για το δίκτυο στο Σχήμα 6.10.

Από τα διαγράμματα που φαίνονται στο Σχήμα 6.11 είναι φανερό ότι τα αποτελέσματα αυτής της παραγράφου είναι σύμφωνα με τα αποτελέσματα των προσομοιώσεων, επομένως τα θεωρητικά μοντέλα που αναπτύχθηκαν είναι σε θέση να δώσουν αξιόπιστα και ταχύτερα σε σχέση με τις χρονοβόρες προσομοιώσεις αποτελέσματα.

Στο παραπάνω σχήμα επίσης παρατηρούμε την επίδραση που έχουν οι διαμάχες των ροών διαφορετικής προτεραιότητας (\equiv αποστάσεων). Ωστόσο, ενώ στην παράγραφο 6.1.2 είχαμε δει κάτι αντίστοιχο, το καινούργιο στοιχείο εδώ είναι ότι λαμβάνεται υπόψη και η επίδραση της καθυστέρησης λόγω των επαναμεταδόσεων πακέτων ανίχνευσης που επιστρέφουν με αρνητική απάντηση από κάποιον από τους ενδιάμεσους κόμβους. Η ανάλυση που έγινε στις παραγράφους 6.2.16.2.3 μπορεί φυσικά να επεκταθεί σε οποιαδήποτε τοπολογία δίκτυου, αφού προηγηθεί προσεκτική επισκόπηση των διαδρομών των ροών και των μεταξύ τους διαμαχών σε κάθε κόμβο για το σχηματισμό των αντίστοιχων εξισώσεων.

Βιβλιογραφία

- [1] G. Bolch et al., *“Queuing Networks and Markov Chains”*, Wiley-InterScience, 1998, page 214.
- [2] M. E. Anagnostou and E. N. Protonotarios. *“Performance analysis of the Selective Repeat ARQ protocol”*. IEEE Transactions on Communications, 34(2):127 -- 135, February 1986.

7

Κατανεμημένη Οπτική Μεταγωγή με Ομαδοποίηση Κόμβων Κορμού

Η νέα αρχιτεκτονική δικτύου κορμού που παρουσιάζεται σε αυτό το κεφάλαιο υλοποιεί κατανεμημένη, αμιγώς οπτική μεταγωγή του φορτίου, διαιρώντας το δίκτυο σε ένα πλήθος περιφερειών ή ομάδων περιορισμένης γεωγραφικής έκτασης, μέσα στις οποίες παραδοσιακά σχήματα διμερούς δέσμευσης πόρων αποκτούν νόημα. Έτσι, μέσα σε κάθε τέτοια ομάδα οι απώλειες εξαλείφονται, ενώ κίνηση από πολλούς κόμβους μπορεί να συσσωματωθεί σε ριπές, βελτιώνοντας την απόδοση του δικτύου. Οι ομαδοποιημένοι κόμβοι συνεισφέρουν συνεχόμενες οπτικές χρονοσχιμές (slots), οι οποίες συσσωματώνονται σε σύνθετα οπτικά πλαίσια που απευθύνονται προς άλλες ομάδες, υπό την καθοδήγηση ενός πρωτοκόλλου ελέγχου βασισμένου σε δεσμεύσεις. Η χωρίς απώλειες συγκέντρωση της κίνησης από αρκετούς κόμβους κορμού επιτρέπει τη χρήση συμφέρουσας μεταφοράς χωρίς ενταμίευση μεταξύ των ομάδων, σε συνδυασμό με τη χρήση ηλεκτρονικής ενταμίευσης στην περιφέρεια του συστήματος. Το τελικό αποτέλεσμα είναι μία τριπλή βελτίωση, στις πιθανότητες απωλειών, στην απόδοση και στο κόστος. Αυτό επιτυγχάνεται με την εκμετάλλευση τριών χαρακτηριστικών της αρχιτεκτονικής: Την κατανεμημένη λειτουργία μεταγωγής (όπως στα παλαιότερα LANs, όπου η κεντρική μεταγωγή ήταν ακριβή), κατανεμημένες δεσμεύσεις (αποφεύγοντας τις απαγορευτικές καθυστερήσεις των δεσμεύσεων από άκρο σε άκρο) και ένα μειωμένο πλήθος ζευγών πηγής-προορισμού (μέσω τις ομαδοποίησης κόμβων σε επικράτειες δεσμεύσεων).

7.1 Εισαγωγή

Στηριζόμενοι στη στέρεη βάση της ιδέας αποθήκευσης και προώθησης (store-and-forward), οι δρομολογητές IP κατάφεραν να χειριστούν τη ραγδαία αύξηση εφαρμογών ειρηνικής κίνησης με εξαιρετικά καλή απόδοση και κέρδος πολύπλεξης. Διαθέτοντας άπλετη και φθηνή ηλεκτρονική ενταμίευση, έχουν τη δυνατότητα να επιλύουν τις συγκρούσεις στις πόρτες εξόδου αλλάζοντας τα προφίλ της κίνησης ώστε να μπορούν να χωρέσουν στις ζεύξεις μετάδοσης. Οι μεγάλοι ενταμιευτές, όχι μόνο διατηρούν τις απώλειες σε χαμηλά επίπεδα, αλλά είναι επίσης καθοριστικοί στη διατήρηση υψηλής χρησιμοποίησης του συστήματος με την αποθήκευση της επιπλέον κίνησης και τη χρήση της για τη διατήρηση της πληρότητας των γραμμών εξόδου, αλλοιώνοντας τις χρονικές ιδιότητες των ροών για να γίνει καλύτερη εκμετάλλευση των διαθέσιμων χωρητικοτήτων των ζεύξεων.

Ωστόσο, αυτό το επιτυχές παράδειγμα εμφανίζει σημεία κορεσμού, καθώς δεν μπορεί να ανταποκριθεί με την ταχύτητα αναπτυσσόμενη οπτική μετάδοση, η οποία έχει μετατρέψει τους δρομολογητές σε στενωπό των σύγχρονων δικτύων. Αυτή η ανισορροπία είναι φανερή στην κατά τέσσερις τάξεις μεγέθους διαφορά μεταξύ του διαθέσιμου εύρους μετάδοσης το οποίο είναι διαθέσιμο μέσω ενός συνδυασμού οπτικής ίνας και πολύπλεξης διαίρεσης μηκών κύματος (WDM) και του ωφέλιμου εύρους ζώνης που προσφέρεται από τους σημερινούς δρομολογητές Terabit [1]. Το αδύναμο σημείο είναι η απαιτούμενη επεξεργασία επικεφαλίδων ανά πακέτο, η οποία προφανώς δεν έχει δυνατότητα κλιμάκωσης σε δίκτυα κορμού, ενώ δεν μπορεί να εφαρμοστεί στην αμιγώς οπτική μεταγωγή λόγω της έλλειψης οπτικής μνήμης τυχαίας προσπέλασης. Προσεγγίσεις που μειώνουν το εμπόδιο της επεξεργασίας επικεφαλίδων, όπως η μεταγωγή MPLS και G-MPLS, προσφέρουν κάποια ανακούφιση αλλά όχι μία μακροπρόθεσμη απάντηση για τις απαιτήσεις των σύγχρονων υπηρεσιών δεδομένων. Παρά τις εκτεταμένες προσπάθειες και τις σημαντικές εξελίξεις, η οπτική μεταγωγή δεν διαθέτει στοιχεία ενταμίευσης, δυνατότητες επεξεργασίας και κυκλώματα μεταγωγής συμβατά με την ιδέα της αποθήκευσης και προώθησης. Είναι προφανές λοιπόν ότι οι αρχιτεκτονικές κορμού πρέπει να αναζητήσουν νέες ιδέες που εκμεταλλεύονται τα δυνατά σημεία της οπτικής τεχνολογίας, παρακάμπτοντας τα μειονεκτήματά της.

Πράγματι, αρκετές προσπάθειες προς αυτή την κατεύθυνση έχουν εμφανιστεί τα τελευταία χρόνια, αλλά καμία προς το παρόν δεν έχει πετύχει το στόχο. Τα δίκτυα μεταγωγής μηκών κύματος [2] παρουσιάζουν μία τέτοια αλλαγή ως προς την αρχιτεκτονική, αλλά η ταχύτητα επαναρύθμισης των οπτικών μονοπατιών (lightpaths) είναι πολύ αργή για να ικανοποιήσει τις διακυμάνσεις των προφίλ της κίνησης δεδομένων. Μία πιο δυναμική προσέγγιση, η οπτική μεταγωγή ριπών (OBS) (βλέπε Κεφάλαιο 3 αλλά και [3], [4]), μπορεί να χειριστεί ειρηνική κίνηση με κέρδη πολύπλεξης, εκμεταλλευόμενη το πλήθος διαθέσιμων καναλιών WDM για το χειρισμό των συγκρούσεων. Ωστόσο η OBS υποφέρει από έντονες απώλειες ριπών, καθώς πολύ συχνά οι ριπές που ανταγωνίζονται για την ίδια έξοδο είναι περισσότερες από αυτές που μπορούν να φιλοξενηθούν από τα κανάλια WDM και τους περιορισμένους (αν υπάρχουν καν) ενταμιευτές. Οι πιθανότητες απωλειών αυξάνονται εκθετικά με το πλήθος των σημείων συγκρούσεων (δηλαδή το πλήθος των ενδιάμεσων κόμβων κορμού μέχρι τον προορισμό). Για ένα τυπικό δίκτυο μεγέθους 20-30 κόμβων με διαδρομές 3 έως 5 βημάτων, η φόρτωση του δικτύου πρέπει να κρατηθεί πολύ χαμηλά (κάτω από 30%) για να διατηρούνται οι απώλειες σε αποδεκτά επίπεδα [5]. Προσεγγίσεις που κάνουν χρήση διμερών δεσμεύσεων ([6], [7]) αποφεύγουν τέτοιες απώλειες αλλά εφαρμόζονται μόνο σε επικράτειες με σχετικά μικρό χρόνο μετ' επιστροφής (δηλαδή 1000-2000 km). Επιπλέον, περαιτέρω καθυστέρηση απαιτείται για τη δημιουργία μεγάλων και ακριβέτα «γεμάτων» ριπών προτού να μπορεί να αποσταλεί μία αίτηση για δέσμευση, καθώς η καθυστέρηση συγκέντρωσης κίνησης δεν μπορεί να συμπέσει πλήρως με την καθυστέρηση δέσμευσης [8]. Οι παραλληλισμένες δεσμεύσεις για

ένα μικρό μόνο κλάσμα του χρόνου μετ' επιστροφής εφαρμόζονται στο σύστημα που παρουσιάστηκε στο Κεφάλαιο 5 αλλά και στο [9], παρέχοντας αποδοτικότητα χωρίς απώλειες, βρίσκοντας περισσότερες διαδρομές χωρίς συγκρούσεις από την απλή OBS. Ωστόσο, η μέθοδος αυτή δεν μπορεί να εφαρμοστεί σε μεγάλες επικράτειες, καθώς περιορίζεται από το χρόνο μετ' επιστροφής.

Αυτό το γεγονός οδηγεί στην πρόταση μίας νέας υβριδικής αρχιτεκτονικής η οποία ξεπερνά τον προηγούμενο περιορισμό, δίνοντας τη δυνατότητα το μέγεθος του δικτύου κορμού να περιορίζεται μόνο από το φυσικό στρώμα, το οποίο βελτιώνεται με την τεχνολογία, και όχι από το πρωτόκολλο ελέγχου. Η υβριδική αυτή προσέγγιση εκμεταλλεύεται τα καλύτερα στοιχεία των μονομερών και διμερών προσεγγίσεων, παρέχοντας μια ομαλή μετάβαση από την παρούσα τεχνολογία δακτυλίων SDH.

7.2 Τρόπος Λειτουργίας

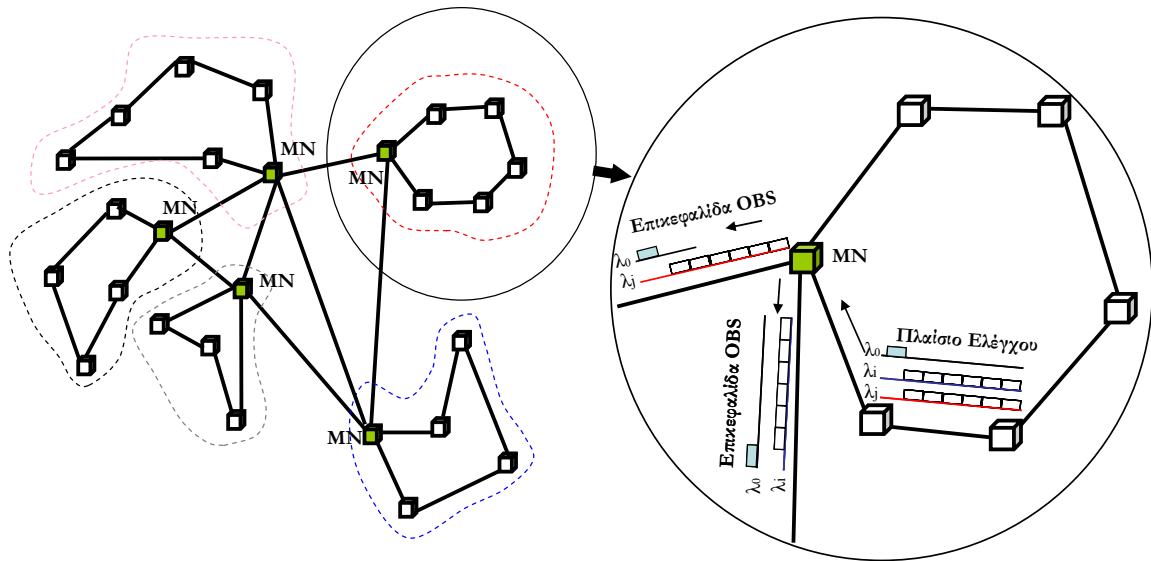
Δεδομένων των προαναφερθέντων περιορισμών, λόγω απωλειών όσον αφορά τις μονομερείς προσεγγίσεις και λόγω καθυστέρησης όσον αφορά τις διμερείς, είναι φυσικό, όπως ήδη αναφέρθηκε, να θέλουμε να συνδυάσουμε τα δυνατά σημεία και των δύο ιδεών σε μία υβριδική αρχιτεκτονική που εκμεταλλεύεται ένα είδος συντονισμένων, βασισμένων σε χρονοσχιστές διμερών δεσμεύσεων μέσα σε επικράτειες περιορισμένου μεγέθους (οι οποίες δημιουργούνται διασπώντας το συνολικό δίκτυο σε ομάδες γειτονικών κόμβων), με προσεγγίσεις ανοιχτού βρόχου μεταξύ των ομάδων αυτών. Ένα άλλο σημαντικό κίνητρο για την ομαδοποίηση κόμβων είναι η μείωση των ζευγών πηγής-προορισμού. Αυτό επιφέρει μία σημαντική αύξηση στην αποδοτικότητα της συγκέντρωσης ριπών, ενώ ταυτόχρονα μειώνεται το πλήθος των σημείων μεταγωγής, αντικαθιστώντας μερικά από αυτά με ένα πρωτόκολλο πρόσβασης στο μέσο (MAC) χωρίς συγκρούσεις. Έτσι, οι συγκρούσεις είναι δυνατές μόνο στους λίγους κόμβους που διασυνδέουν τις ομάδες ελαττώνοντας κατά πολύ την πιθανότητά τους σε σύγκριση με ένα σύστημα στο οποίο θα μπορούσαμε να έχουμε συγκρούσεις σε όλους τους ενδιάμεσους κόμβους. Επιπλέον, οι συγκρούσεις θα μπορούσαν να εξαλειφθούν εντελώς, εάν χρησιμοποιηθούν στατικές, με επιπλέον παροχή (overprovisioned), ζυξίες μεταξύ των ομάδων.

Η διατήρηση της υπάρχουσας τοπολογίας δακτυλίου μέσα στις ομάδες, παρόλο που δεν είναι βέλτιστη όσον αφορά τη δρομολόγηση, εκμεταλλεύεται τα γνωστά πλεονεκτήματα των δακτυλίων σε σχέση με τη διαστασιοποίηση, τη διαχείριση, την πολλαπλή διανομή (multicast), την προστασία και αποκατάσταση (protection and restoration) κλπ. Επίσης συνιστά ένα φυσικό βήμα μετάβασης από τους ήδη υπάρχοντες δακτυλίους SDH. Η μεθοδολογία που θα ακολουθηθεί στηρίζεται σε συντονισμένες διμερείς δεσμεύσεις, χρησιμοποιώντας το ηλεκτρονικό στρώμα ελέγχου για την πραγματοποίηση μίας σχολαστικής καταγραφής του φορτίου και χρονοδρομολόγησης των ριπών. Ένας από τους κόμβους κάθε ομάδας επιλέγεται για να παίζει το ρόλο του *κύριου κόμβου* (Master Node - MN) και αυτός παίζει διπλό ρόλο: Ενεργεί ως σημείο διασύνδεσης με τις άλλες ομάδες αλλά και επιμελείται τη λειτουργία της

δικής του ομάδας αναθέτοντας εύρος ζώνης στους κόμβους της ομάδας του αποφεύγοντας τις συγκρούσεις. Σε αντίθεση με κλασικές μεθόδους δέσμευσης κατά τις οποίες δεσμεύεται ολόκληρο το κανάλι για μια διάρκεια τουλάχιστον ίση με το χρόνο μετ' επιστροφής (καθώς δε γίνεται να διαχωριστούν μικρότερες ριπές), οι δεσμεύσεις εδώ αφορούν μεμονωμένες χρονοσχισμές και συντονίζονται χρησιμοποιώντας αιτήσεις που εκδίδονται περιοδικά. Για να επιτευχθεί κάτι τέτοιο, οι αιτήσεις από όλους τους κόμβους υπόκεινται επεξεργασία από έναν ειδικό αλγόριθμο κατανομής πόρων ώστε να παράγονται δεσμεύσεις που εξασφαλίζουν έλλειψη συγκρούσεων και συνδυάζονται σε μία αποδοτική ριπή πολλαπλών κόμβων η οποία καλύπτει ένα μεγαλύτερο παράθυρο χρόνου – συνιστώντας έτσι ένα *πλαίσιο*. Το πλήθος των δεδομένων που αφορούν κάθε μεμονωμένη δέσμευση είναι σταθερό (μία χρονοσχισμή δεδομένων) και αντιστοιχεί σε μερικές χιλιάδες Bytes, τακτική που ακολουθείται και από τα GPON πρότυπα [11] και αποδεδειγμένα προσφέρει πλεονεκτήματα στην οπτική μεταγωγή [10].

Οι χρονοσχισμές συσσωματώνονται για να σχηματίσουν πλαίσια μεταβλητού ή σταθερού μεγέθους, ανάλογα με τα πλεονεκτήματα και τα μειονεκτήματα κάθε προσέγγισης σε σχέση με την τεχνολογία οπτικής μεταγωγής που χρησιμοποιείται. Έτσι, έχουμε δύο επίπεδα οργάνωσης των δεδομένων: Τη *χρονοσχισμή* και το *πλαίσιο*. Χρησιμοποιείται και πολύπλεξη διαίρεσης χρόνου (TDM) και πολύπλεξη διαίρεσης μηκών κύματος (WDM). Αυτός ο ιδιαίτερος και πρωτότυπος τρόπος συντονισμένων διμερών δεσμεύσεων δημιουργεί ένα πλαίσιο ελέγχου που ουσιαστικά μετατρέπει τους κόμβους των ομάδων σε θύρες ενός γιγαντιαίου, κατανεμημένου μεταγωγέα, εξαλείφοντας την ανάγκη για πολλά κεντρικά σημεία μεταγωγής τα οποία θα υπέφεραν από υψηλά ποσοστά απωλειών (όπως στην OBS) λόγω των ασυντόνιστων αφίξεων των ριπών. Το όλο πλαίσιο καταλήγει να έχει εξαιρετικά πλεονεκτήματα απόδοσης που θα παρουσιαστούν αναλυτικά παρακάτω: Εξουδετερώνει τις συγκρούσεις μέσα στις ομάδες κόμβων, αυξάνει τη χρησιμοποίηση μειώνοντας τα κενά, λόγω του συντονισμού των ριπών και χρειάζεται λιγότερες, καλύτερα χρησιμοποιημένες ζεύξεις μεταξύ των ομάδων.

Σε κάθε περιφερειακό κόμβο, οι χρονοσχισμές σταθερού μεγέθους σχηματίζονται από πακέτα IP τα οποία απευθύνονται στον ίδιο κόμβο, μέσω μίας μονάδας συγκέντρωσης χρονοσχισμών, όποτε το φορτίο φθάνει το μέγεθος της χρονοσχισμής δεδομένων ή όποτε εκπνέει ένας χρονοστής. Οι χρονοσχισμές ενταμιεύονται σε ενταμιευτές των ακραίων κόμβων ανά ομάδα προορισμού και ανά κλάση ποιότητας υπηρεσίας. Σειρές από τέτοιες χρονοσχισμές συγκεντρώνονται υπό την επίβλεψη και την καθοδήγηση του πρωτοκόλλου δεσμεύσεων, με τέτοιο τρόπο ώστε να ανταποκρίνονται στις διακυμάνσεις εικρηκτικής κίνησης, και στη συνέχεια ανταλλάσσονται μεταξύ των ομάδων. Το όλο σύστημα είναι σύγχρονο σε επίπεδο χρονοσχισμών/πλαισίων αλλά όχι και σε επίπεδο bit, απαιτώντας πομπδέκτες ριπών αλλά όχι και πλήρως συγχρονισμένα ρολόγια.



Σχήμα 7.1: Τυπική αρχιτεκτονική συστήματος (αριστερά) και λειτουργία του (λεπτομέρεια στη δεξιά πλευρά).

Η αρχιτεκτονική στην οποία εφαρμόζεται η προτεινόμενη λύση είναι η τυπική των οπτικών δικτύων κορμού και απεικονίζεται στο δίκτυο που φαίνεται στο Σχήμα 7.1 (αριστερά), αποτελούμενη από αρκετούς κόμβους κορμού στους οποίους είναι προσαρτημένοι (και πιθανώς στην ίδια τοποθεσία) ακραίοι κόμβοι οι οποίοι διαθέτουν ηλεκτρονικούς ενταμειυτές. Τέτοιοι ενταμειυτές υπάρχουν μόνο στα άκρα του δικτύου, και από τη στιγμή που μία χρονοσχιμιά εισέρχεται στο οπτικό δίκτυο θα ταξιδέψει προς τον προορισμό της χωρίς περαιτέρω ενταμειυση. Το επόμενο βήμα είναι η ομαδοποίηση των κόμβων, βάσει κυρίως χωρικών, αλλά και διαχειριστικών κριτηρίων (λαμβάνοντας υπόψη και την ήδη υπάρχουσα κατάσταση των SDH δικτύων, η οποία ούτως ή άλλως ενδέχεται να συμπίπτει όσον αφορά τα κριτήρια αυτά).

Οι κόμβοι μέσα σε κάθε ομάδα διασυνδέονται σε τοπολογία δακτυλίου. Ένας κόμβος ανά ομάδα ορίζεται ως κύριος (MN) και λειτουργεί ως πύλη προς τις υπόλοιπες ομάδες, με τις οποίες συνδέεται με χρήση ζεύξεων WDM. Επίσης τρέχει το πρωτόκολλο δεσμεύσεων το οποίο χειρίζεται τις αναθέσεις εύρους ζώνης προς τους κόμβους της ομάδας του. Οι MN διασυνδέονται σε μία οποιαδήποτε τοπολογία, αρκεί να επιτρέπει επαρκή συνδεσιμότητα. Η μεταφορά πληροφορίας στο σύστημα μπορεί να ταξινομηθεί σε τέσσερα βήματα:

1. Πρώτα οι κόμβοι ανακοινώνουν τις ενταμειυμένες χρονοσχιμίες τους που επιθυμούν να επιτύχουν αντίστοιχες δεσμεύσεις.
2. Δεύτερον, χρησιμοποιώντας τις αναθέσεις χρονοσχιμιών από τον MN (που είναι βασισμένες στα δεδομένα του Βήματος 1), οι κόμβοι προσφέρουν συνεχόμενες χρονοσχιμίες προς την ίδια

ομάδα προορισμού (ανεξαρτήτως κόμβου προορισμού και κλάσης), σχηματίζοντας έτσι ριπές (με τη μορφή πλαισίων σταθερού μεγέθους) μέσα στην ομάδα πηγής.

3. Τρίτον, καθώς οι ριπές καταφθάνουν στον MN της ομάδας πηγής, προωθούνται στον MN προορισμού (πιθανώς μέσω μερικών ενδιάμεσων MN ακόμα, αν αναφερόμαστε σε πολύ μεγάλα δίκτυα).
4. Τέλος, οι ριπές φθάνουν στον MN της ομάδας προορισμού και καθώς κυκλοφορούν στο δακτύλιο κάθε κόμβος συλλέγει μόνο τις χρονοσχιμές του πλαισίου που απευθύνονται σε αυτόν.

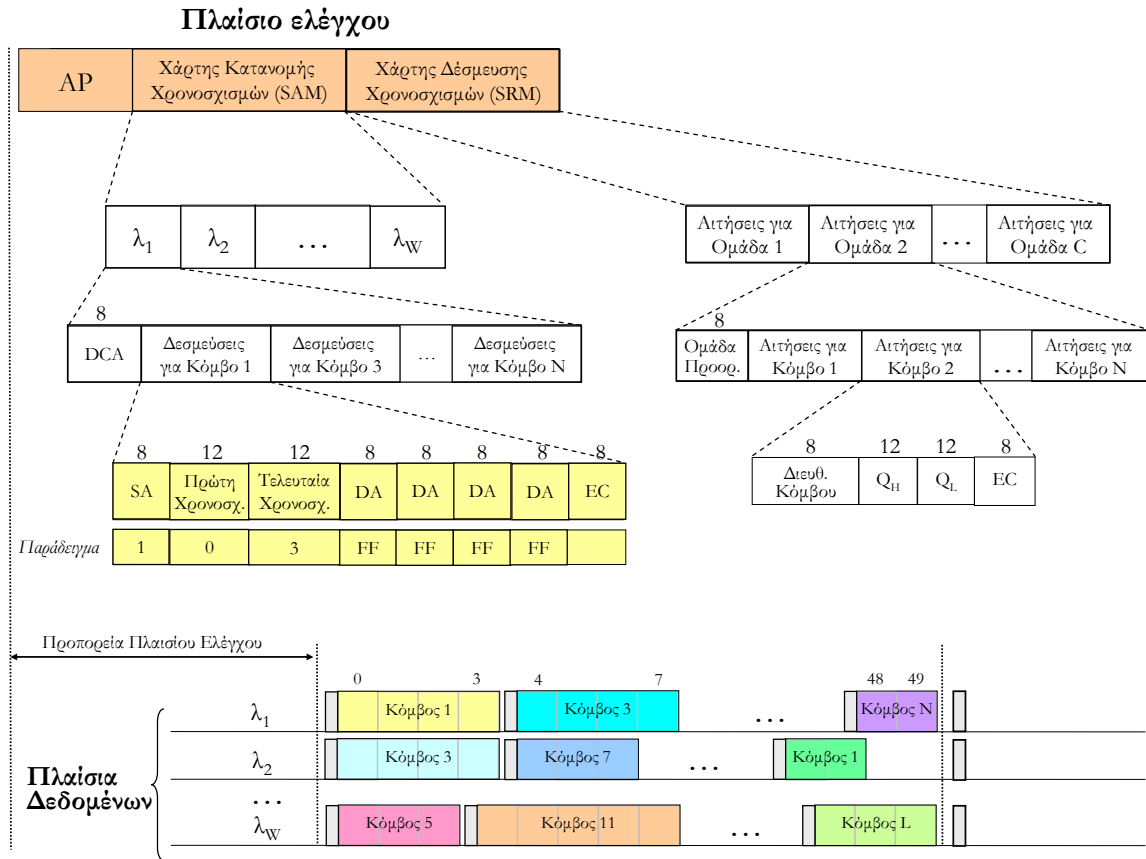
Όλοι οι κόμβοι σε μία ομάδα χρησιμοποιούν το ίδιο πλαίσιο και μήκος κύματος (ή μήκη κύματος αν υπάρχει αρκετή κίνηση) για να μεταφέρουν κίνηση με την ίδια ομάδα προορισμού, αυξάνοντας έτσι τη χρησιμοποίηση κάθε μήκους κύματος. Οι πληροφορίες ελέγχου ταξιδεύουν σε ένα αφιερωμένο μήκος κύματος, το οποίο και είναι το μόνο που μετατρέπεται σε ηλεκτρονική μορφή και υπόκειται επεξεργασία σε κάθε κόμβο. Να σημειωθεί ότι όταν δεν υπάρχει κίνηση μέσα στο δακτύλιο εκδίδονται κενά πλαίσια. Εν συντομία, η ομαδοποίηση στοχεύει στη βελτίωση της συγκέντρωσης κίνησης, ενώ ταυτόχρονα εξαλείφει τις συγκρούσεις στους πρώτους κόμβους (μέσω των δεσμεύσεων) και στους τελευταίους (λόγω της αποστολής προς όλους στον δακτύλιο προορισμού) ενδιάμεσους κόμβους.

Το προαναφερθέν μοντέλο λειτουργίας απεικονίζεται στο Σχήμα 7.1 (δεξιά). Η μία κατεύθυνση των μηκών κύματος στο δακτύλιο (π.χ. λ_i, λ_j στο σχήμα) χρησιμοποιείται για τη συγκέντρωση και την αποστολή της κίνησης και η άλλη για τη λήψη κίνησης που έχει παραχθεί σε άλλες ομάδες. Διαφορετικά μήκη κύματος χρησιμοποιούνται για την αποστολή και λήψη κίνησης μεταξύ κόμβων σε διαφορετικές ομάδες. Η τοπική κίνηση μέσα στον δακτύλιο της ομάδας επίσης χρησιμοποιεί διαφορετικά μήκη κύματος, καθώς δεν υπάρχει κάποιο ιδιαίτερο κίνητρο για την πολύπλεξη της με την κίνηση μεταξύ ομάδων. Έτσι, πομποδέκτες χαμηλού κόστους, σχεδιασμένοι για μικρότερες αποστάσεις μπορούν να χρησιμοποιηθούν, με αναγέννηση στον MN [12]. Υπάρχουν αρκετά ώριμες και φθηνές λύσεις για απλούς δακτυλίους WDM, με ή χωρίς επαναχρησιμοποίηση χρονοσχιμών, αλλά αυτό που μας ενδιαφέρει κυρίως είναι η μεταφορά της κίνησης μεταξύ δακτυλίων, όποτε δε θα ασχοληθούμε περαιτέρω με την τοπική κίνηση των δακτυλίων.

7.3 Το Κανάλι Ελέγχου

Οι πληροφορίες ελέγχου μεταφέρονται σε πλαίσια σταθερού μεγέθους που εκδίδονται περιοδικά από τον MN και καταλαμβάνουν ένα πολύ μικρό μέρος του εύρους ζώνης του καναλιού ελέγχου. Η περίοδος αυτή είναι της τάξης του χρόνου μετ' επιστροφής του δακτυλίου. Όπως φαίνεται στο Σχήμα 7.2, περιλαμβάνει ένα σχέδιο συγχρονισμού (alignment pattern), το οποίο χρησιμοποιείται για λόγους συγχρονισμού φυσικού στρώματος σε επίπεδο bit και byte (για λεπτομέρειες βλέπε και το [12]) και

ακολουθείται από τον χάρτη κατανομής χρονοσχημάτων (Slot Allocation Map – SAM) και το χάρτη δέσμευσης χρονοσχημάτων (Slot Reservation Map – SRM).



Σχήμα 7.2: Δομή του πλαισίου ελέγχου (που περιλαμβάνει τους SAM και SRM) και η σχέση του με τα πλαίσια δεδομένων.

Η συλλογή πληροφοριών για την ενταμιευμένη κίνηση βασίζεται στον περιοδικό SRM, ο οποίος απεικονίζεται λεπτομερώς στο Σχήμα 7.2 και περιλαμβάνει διαφορετικά πεδία για κάθε δυνατή ομάδα προορισμού. Σε καθένα από αυτά τα πεδία, ο MN θέτει τη διεύθυνση της ομάδας προορισμού (DCA) και τις διαδοχικές διευθύνσεις κόμβων, ενώ κάθε κόμβος που αποκτά πρόσβαση στο πλαίσιο ελέγχου εισάγει το μήκος των ουρών υψηλής και χαμηλής προτεραιότητας (Q_H και Q_L αντίστοιχα) εκείνη τη στιγμή, εκφρασμένο σε χρονοσχιμές, καθώς και το πεδίο ελέγχου λαθών (EC) που υπάρχει για λόγους στιβαρότητας (robustness) του συστήματος. Η επιλογή να αναφέρεται το πλήρες μέγεθος της ουράς κάθε φορά, αντί για τις νέες αφίξεις μόνο έχει γίνει επίσης για λόγους σταθερότητας. Η τακτική αυτή ακολουθείται επίσης σε παρόμοια σχήματα δέσμευσης σε μητροπολιτικούς δακτυλίους [10] και πρωτόκολλα πρόσβασης PON [11], όπου και έχει δείχθει ότι σε περίπτωση λαθών που οδηγούν

μικρότερη κατανομή (το αντίθετο οδηγεί απλά σε μία μικρή σπατάλη εύρους ζώνης), το πρόβλημα διορθώνεται αυτόματα στον επόμενο γύρο αναφορών. Στην περίπτωση που είχαμε αναφορές μόνο νέων αφίξεων, θα μπορούσαμε να οδηγηθούμε σε υπερχείλιση της ουράς.

Βάσει των περιεχομένων του SRM, ο MN συνεχώς ενημερώνει έναν πίνακα δεσμεύσεων R , όπου το στοιχείο $R[j,i]$ περιέχει το πλήθος των χρονοσχισμών που επιθυμούν να πάνε από τον κόμβο j στην ομάδα i . Έχει δοθεί προσοχή ώστε ο αλγόριθμος να περιέχει πολύ απλές λειτουργίες που μπορούν να εκτελεστούν απλά από υλικό (hardware) σε χρόνο μίας χρονοσχισμής. Με τις δύο υποστηριζόμενες κλάσεις ποιότητας υπηρεσίας, χρειάζονται δύο τέτοιοι πίνακες: Ο R_H για την κίνηση υψηλής και ο R_L για την χαμηλής προτεραιότητας, καθένας από τους οποίους βασίζεται στα αντίστοιχα πεδία Q_H και Q_L του SRM. Ο MN επίσης διατηρεί ένα διάνυσμα s , του οποίου κάθε στοιχείο $s[i]$ περιέχει το συνολικό πλήθος χρονοσχισμών που είναι ενταμιευμένες σε όλους τους κόμβους της ομάδας και απευθύνονται στην ομάδα i . Το διάνυσμα αυτό υπολογίζεται προσθέτοντας τις ουρές αφίξεων όλων των κόμβων, προς την ομάδα i , περιλαμβάνοντας και τις δύο κλάσεις ποιότητας υπηρεσίας.

Τα παραπάνω χρειάζονται για την προετοιμασία του SAM (το κύριο μέρος του πλαισίου ελέγχου που φαίνεται στο Σχήμα 7.2), ο οποίος αποστέλλεται τόσο πριν από το πλαίσιο δεδομένων, όσο είναι απαραίτητο ώστε να προλάβουν οι κόμβοι να εισάγουν τα δεδομένα τους, αφότου έχουν επεξεργαστεί τις πληροφορίες ελέγχου. Για καθένα από τα υποστηριζόμενα μήκη κύματος γράφεται το πεδίο DCA της ομάδας για την οποία απευθύνεται το υπό σχηματισμό πλαίσιο. Το πεδίο δεσμεύσεων για κάθε κόμβο (η ταυτότητα του κόμβου καθορίζεται από το πεδίο διεύθυνσης πηγής - SA) αναφέρεται στην ακριβή θέση των χρονοσχισμών του κόμβου μέσα στο πλαίσιο, μέσω δεικτών που καθορίζουν την αρχική και την τελική χρονοσχιμή και δεν δεσμεύουν απαραίτητα όλο το πλήθος χρονοσχισμών που είχαν ζητηθεί από τον κόμβο. Αυτό συμβαίνει μόνο όταν το συνολικό πλήθος ζητούμενων χρονοσχισμών δεν είναι μεγαλύτερο από τη διάρκεια του πλαισίου, μετρημένη σε χρονοσχιμές. Ο MN επίσης συμπεριλαμβάνει ένα πλήθος πεδίων διεύθυνσης προορισμού - DA - (τα οποία περιέχουν αρχικά τη δεκαεξαδική τιμή FF) ίσο με το πλήθος των δεσμευμένων χρονοσχισμών, στα οποία ο κάθε κόμβος θα εισάγει τη διεύθυνση κόμβου προορισμού για κάθε μία από τις χρονοσχιμές που του έχουν ανατεθεί. Αυτές οι διευθύνσεις θα χρησιμοποιηθούν στους κόμβους προορισμού της ομάδας προορισμού ώστε να γνωρίζουν ποιες χρονοσχιμές απευθύνονται σε αυτούς. Συνεπώς, το πεδίο EC πρέπει να επαναυπολογίζεται σε κάθε κόμβο. Τελικά, κάθε πεδίο δεσμεύσεων κόμβου αποτελείται από 8 bits για το πεδίο SA, 12 για την αρχική χρονοσχιμή, 12 για την τελική και 8 για το πεδίο EC, δηλαδή 40 bits συνολικά. Για να μπορούν να υποστηριχθούν N κόμβοι σε κάθε ομάδα, με πλαίσια που αποτελούνται από L χρονοσχιμές, απαιτούνται στο SAM $40 \times N + 8 \times L + 8$ bits ανά μήκος κύματος.

Όπως φαίνεται στο κάτω μέρος στο Σχήμα 7.1, κάθε κόμβος μεταδίδει μία ριπή δεδομένων της οποίας προηγείται ένας προπομπός (preamble) φυσικού στρώματος αποτελούμενος από ένα μέρος

φύλαξης (guard-band – για το διαχωρισμό των ριπών στο φυσικό στρώμα) και ένα σχέδιο (pattern) συγχρονισμού και εκτίμησης ισχύος. Αυτά είναι απαραίτητα λόγω της χρήσης πομποδεικτών λειτουργίας ριπής (βλέπε [12]). Μετά από αυτόν τον προπομπό, οι χρονοσχιμμές δεδομένων εισάγονται κατά τη σήμανση του MN. Δηλαδή (αναφερόμενοι στο Σχήμα 7.2) στο λ_1 ο κόμβος 1 εισάγει μία ριπή που αρχίζει από τη χρονοσχιμμή 0 και τελειώνει στην 3.

Αξίζει να αποσαφηνίσουμε δύο σημεία της λειτουργίας των χρονοσχιμών στους κόμβους. Πρώτον, μία χρονοσχιμή γεννάται με την άφιξη του πρώτου πακέτου IP που πρόκειται να φιλοξενηθεί σε αυτή και μία αίτηση ενταμιεύεται τοπικά μέχρι την άφιξη του SRM του επόμενου πλαισίου ελέγχου, στον οποίο και θα αναφερθεί. Έτσι, η πιθανότητα μη πληρότητας της χρονοσχιμής μέχρι τη στιγμή της αναχώρησής της αγνοείται, ώστε να εξασφαλισθεί αυστηρός έλεγχος στην καθυστέρηση. Ωστόσο, λόγω του πολύ μεγαλύτερου χρόνου δέσμευσης, στην πραγματικότητα σχεδόν όλες οι χρονοσχιμμές αναχωρούν πλήρεις, κάτι που δείχνουν και οι προσομοιώσεις. Δεύτερον, ο κόμβος μπορεί να χρησιμοποιήσει τις χρονοσχιμμές που του έχουν ανατεθεί κατά βούληση, όσον αφορά την ποιότητα υπηρεσίας του φορτίου, δηλαδή μπορεί να εισάγει χρονοσχιμμές υψηλής προτεραιότητας άσχετα με το ποιες χρονοσχιμμές προκάλεσαν τις δεσμεύσεις που οδήγησαν στις παρούσες αναθέσεις. Οι χρονοσχιμμές χαμηλής προτεραιότητας που παραμένουν στην ουρά φυσικά θα αναφερθούν ξανά στις δεσμεύσεις (πεδίο Q_L).

7.4 Ο Αλγόριθμος Ανάθεσης Χρονοσχιμών

Ο αντικειμενικός στόχος της ανάθεσης χρονοσχιμών είναι το υψηλό επίπεδο πληρότητας των πλαισίων δεδομένων, ενώ με χρήση χρονοσχιμών διασφαλίζονται άνω όρια στην καθυστέρηση. Ο MN προετοιμάζει τον χάρτη αναθέσεων χρησιμοποιώντας τον απλό αλγόριθμο που απεικονίζεται στο Σχήμα 7.3. Λειτουργεί βασισμένος σε πληροφορίες που βρίσκονται στο διάνυσμα s (άθροισμα χρονοσχιμών και για τις δύο προτεραιότητες, ανά ομάδα προορισμού), τον πίνακα δεσμεύσεων R_H (υψηλή προτεραιότητα), τον R_L (χαμηλή προτεραιότητα) και ένα σύνολο χρονοσχιμών ανά ομάδα προορισμού που εξασφαλίζουν τα ζητούμενα άνω όρια στην καθυστέρηση. Η βασική ιδέα είναι ότι ένα πλαίσιο αποφασίζεται να σταλεί προς μία ομάδα όταν υπάρχουν αρκετές αιτήσεις για να πληρωθεί ή όταν ο αντίστοιχος χρονοστέης έχει λήξει. Υπό αυτή την έννοια, η κύρια διαφορά με την παρόμοια γενική προσέγγιση κατά τη συγκέντρωση πλαισίων (όπως π.χ. στο Κεφάλαιο 4) είναι ότι στην περίπτωση αυτή οι ουρές είναι κατανομημένες (στους κόμβους των δακτυλίων) και συντονίζονται από απόσταση (από τους MN). Οι χρονοστέες επιβάλλουν ένα άνω όριο στο χρόνο από την άφιξη της πρώτης αναγγελίας για μη κενή ουρά, έως ότου αυτή η ουρά δεχθεί μία ανάθεση. Επίσης, οι χρονοστέες δεν ενεργοποιούνται ποτέ αν η ουρά προς μία ομάδα προορισμού είναι κενή.

Η επιλογή των τιμών των χρονιστών προκύπτει από έναν συμβιβασμό μεταξύ απόδοσης και καθυστέρησης υπηρεσίας, όπως άλλωστε είδαμε και στο αντίστοιχο κεφάλαιο για τη συγκέντρωση κίνησης σε δίκτυα OBS. Υψηλότερες τιμές δίνουν χρόνο για πληρέστερα πλαίσια, αλλά οδηγούν σε ανώτερη μέση και μέγιστη καθυστέρηση. Ωστόσο, τιμές χαμηλότερες από το χρόνο μετ' επιστροφής δίνουν σταδιακά όλο και μικρότερη βελτίωση στην καθυστέρηση των δεδομένων, η οποία και κυριαρχείται από άθροισμα των χρόνων για την αποστολή της αίτησης και τη λήψη των αναθέσεων. Αυτό το άθροισμα είναι πάντα μεγαλύτερο από το χρόνο μετ' επιστροφής και αυξάνει με το συνολικό φορτίο. Από την άλλη μεριά, η μέγιστη καθυστέρηση προκύπτει από την ανεκτικότητα των υπηρεσιών στην καθυστέρηση. Για την κίνηση υψηλής προτεραιότητας, που αναμένεται να αποτελεί το 20% - 30% του συνολικού φορτίου και να μεταφέρει υπηρεσίες πραγματικού χρόνου, τιμές καθυστέρησης της τάξης μερικών ms έως το πολύ 30ms είναι αραιές. Στην πραγματικότητα, το όριο αυτό επίσης επιβάλλει το μέγιστο μέγεθος της ομάδας (ή αλλιώς το χρόνο μετ' επιστροφής του δακτυλίου - *RTT*), το οποίο δεν μπορεί να είναι πάνω από 6000km. Έτσι, η επιλογή του *RTT* για τον χρονιστή είναι η βέλτιστη επιλογή για απαιτητική κίνηση, ενώ η κίνηση βέλτιστης προσπάθειας (*best-effort*) μπορεί να ανεχθεί μερικές εκατοντάδες ms, με την ακριβή επιλογή να μην παίζει ιδιαίτερα καθοριστικό ρόλο στην επίδοση.

Ο αλγόριθμος δίνει ως έξοδο, για κάθε ομάδα προορισμού, το πώς ανατίθενται οι χρονοσχιμές μέσα σε κάθε πλαίσιο στους κόμβους της ομάδας πηγής. Όταν δεν αναφέρεται ενταμιευμένη κίνηση εκδίδονται κενά πλαίσια. Ο ψευδοκώδικας του αλγορίθμου, που φαίνεται στο Σχήμα 7.3, είναι αυτός που χρησιμοποιήθηκε κατά τις προσομοιώσεις που θα δούμε παρακάτω, στις οποίες το δίκτυο μεταξύ των ομάδων χρησιμοποιεί αφιερωμένα μήκη κύματος για κάθε ζεύγος ομάδων και πλαίσια σταθερού μεγέθους.

Ένα πλαίσιο σε ένα μήκος κύματος προς μία συγκεκριμένη ομάδα αποφασίζεται να σταλεί όταν υπάρχει αρκετή κίνηση για να το γεμίσει, ή όταν ο αντίστοιχος χρονιστής έχει λήξει, στην οποία περίπτωση ανατίθεται όλο το πλήθος των ενταμιευμένων χρονοσχιμών. Για την προετοιμασία του SAM, πάντα ανατίθενται πρώτες οι χρονοσχιμές υψηλής προτεραιότητας και οι χαμηλής προτεραιότητας εισάγονται στο πλαίσιο μόνο εάν περισσεύουν άδειες θέσεις, το οποίο ωστόσο αναμένεται να συμβαίνει κατά κανόνα, λαμβάνοντας υπόψη τις αναλογίες κίνησης υψηλής και χαμηλής προτεραιότητας και τα αποτελέσματα του Κεφαλαίου 4. Το πλήθος των χρονοσχιμών που ανατίθενται σε κάθε κόμβο συμπίπτει κατά το δυνατόν με το ανακοινωμένο από τον κόμβο πλήθος ενταμιευμένων χρονοσχιμών, εκτός και αν αυτό ξεπερνά το μέγιστο μέγεθος πλαισίου. Σε αυτή την περίπτωση, σε κάθε κόμβο ανατίθεται ένα μικρότερο πλήθος, βάσει ενός δίκαιου αλγορίθμου. Αυτός κατανέμει το εύρος

<pre> for ($i := 1, i \leq C, i := i + 1$) /* Επιθεώρηση όλων των ομάδων */ { if $s[i] \geq L$ or ($T_H[i] = 0$ and $R_H[j, i] > 0$) or ($T_L[i] = 0$ and $R_L[j, i] > 0$) then { /* Προετοιμασία SAM για την ομάδα */ for ($j = 1, j \leq N, j := j + 1$) $A_j := 0$; $V := L$; /* Αναθέσεις χρονοσχιμάτων */ while ($V > 0$ and $\exists j$ τ.ω. $R_H[j, i] > 0$) { for ($j = 1, j \leq N, j := j + 1$) { $A_j := A_j + \min(R_H[j, i], W[j, i] \cdot V)$; $R_H[j, i] = R_H[j, i] - A_j$; } $V := L - \sum_{j=1}^N A_j$; } while ($V > 0$ and $\exists j$ τ.ω. $R_L[j, i] > 0$) { for ($j = 1, j \leq N, j := j + 1$) { $A_j := A_j + \min(R_L[j, i], W[j, i] \cdot V)$; $R_L[j, i] = R_L[j, i] - A_j$; } $V := L - \sum_{j=1}^N A_j$; } if ($\sum_{j=1}^N R_H[j, i] = 0$) then θέσε τον χρονοστή $T_H[i]$; if ($\sum_{j=1}^N R_L[j, i] = 0$) then θέσε τον χρονοστή $T_L[i]$; } else { $T_H[i] := T_H[i] - 1$; $T_L[i] := T_L[i] - 1$; } } </pre>	<p>Σημειολογία</p> <p>C : Πλήθος ομάδων. N : Πλήθος κόμβων ανά ομάδα. L : Διάρκεια πλαισίου (σε χρονοσχιμές). R_H, R_L : $N \times C$ πίνακες για υψηλή και χαμηλή προτεραιότητα αντίστοιχα. Το στοιχείο $R_H[j, i]$ υποδηλώνει το πλήθος των ενταμιευμένων χρονοσχιμάτων στον κόμβο j προς την ομάδα i. s : Διάνυσμα C στοιχείων. Ορίζεται ως: $s[i] = \sum_{j=1}^N R_H[j, i] + \sum_{j=1}^N R_L[j, i]$ T_H, T_L : Διανύσματα με τις τιμές των χρονοσχιμάτων ανά ομάδα προορισμού i, για υψηλή και χαμηλή προτεραιότητα αντίστοιχα. Εκφράζονται σε χρόνους μετ' επιστροφής του δακτύλιου. $W[j, i]$: Βαρύτητα εξυπηρέτησης του κόμβου j προς την ομάδα i. A_j : Πλήθος χρονοσχιμάτων που έχουν ανατεθεί στον κόμβο j.</p>
--	---

Σχήμα 7.3: Ψευδοκώδικας για τον αλγόριθμο ανάθεσης.

ζώνης από τον κόμβο j προς την ομάδα i σύμφωνα με τα βάρη $W[j,i]$ τα οποία έχουν υπολογιστεί βάσει συμφωνιών επίπεδου υπηρεσίας (Service Level Agreements – SLA). Καθώς χρησιμοποιούνται μόνο ακέραιοι αριθμοί, τα υπόλοιπα συσσωρεύονται και ο αλγόριθμος καταλήγει να λειτουργεί όπως ένας αλγόριθμος κυκλικής επιθεώρησης με βάρη και υπόλοιπα (weighted deficit round-robin).

7.5 Το Δίκτυο μεταξύ Ομάδων

Από τη στιγμή που ένα πλαίσιο κυκλοφορήσει στο δακτύλιο και φθάσει στον MN, αναγεννάται 2R ή 3R σύμφωνα με τους περιορισμούς του φυσικού στρώματος και το σχεδιασμό των ζεύξεων και στη συνέχεια προωθείται προς τον MN της ομάδας προορισμού μέσω του δικτύου μεταξύ των ομάδων. Το δίκτυο αυτό, που διασυνδέει τους MN είναι το μόνο μέρος του δικτύου στο οποίο είναι δυνατές οι συγκρούσεις δεδομένων. Ωστόσο, αυτό μπορεί να συμβεί μόνο όταν λόγω αυξημένων αναγκών για επιδόσεις και κέρδη πολύπλεξης οδηγηθούμε στην επιλογή διαμοιραζόμενων ζεύξεων. Συνοπτικά, μπορούμε να διακρίνουμε μεταξύ τριών δυνατών αρχιτεκτονικών δικτύου από τις οποίες μόνο οι δύο πρώτες είναι χωρίς συγκρούσεις.

- Κατά την αρχική εφαρμογή του συστήματος, και για σχετικά μικρά δίκτυα περίπου 20-30 κόμβων, όπου μόνο 3-4 ομάδες (με 5-6 κόμβους η καθεμία) χρειάζεται να διασυνδεθούν, μία προφανής επιλογή είναι η στατική ανάθεση μηκών κύματος από κάθε MN προς κάθε άλλον, δημιουργώντας έτσι ένα πλήρως διασυνδεδεμένο δίκτυο (η οποία είναι και η περίπτωση που επιλέχθηκε για προσομοίωση παρακάτω). Έτσι, τα πλαίσια μπορούν να φτάσουν κάθε άλλο MN σε ένα μόνο βήμα. Η έλλειψη περαιτέρω κέρδους πολύπλεξης στο δίκτυο μεταξύ ομάδων δεν είναι σημαντική, καθώς οι ριπές μέσα σε κάθε ομάδα έχουν ήδη συγκεντρώσει κίνηση από αρκετούς κόμβους και μάλιστα χωρίς τον κίνδυνο συγκρούσεων. Σε ένα τέτοιο δίκτυο, οι MN έχουν υπόψη τα μήκη κύματος που διασυνδέουν τις ομάδες και μπορούν να προετοιμάσουν τα πλαίσια απευθείας στο κατάλληλο μήκος κύματος, αποφεύγοντας έτσι την ανάγκη δυναμικής μετατροπής μηκών κύματος. Φυσικά, με ένα τέτοιο δίκτυο οι επικεφαλίδες και το φορτίο φτάνουν στον MN προορισμού χωρίς συγκρούσεις, οπότε το συνολικό σύστημα δεν έχει καθόλου συγκρούσεις. Ο αποστέλλον MN χρειάζεται να διαχωρίσει τα στοιχεία του πλαισίου ελέγχου που καταφθάνουν πριν από το πλαίσιο δεδομένων (βλέπε Παράγραφο 7.3) σύμφωνα με την ομάδα προορισμού και να στείλει κάθε ξεχωριστή επικεφαλίδα προς τον αντίστοιχο MN προορισμού, όπου και θα χρειαστεί για να μπορέσουν οι κόμβοι να ανιχνεύσουν ποιές χρονοσχιμές απευθύνονται σε αυτούς, με απλή επιθεώρηση (και μετατροπή στο ηλεκτρονικό πεδίο) του καναλιού ελέγχου. Λίγο αργότερα, τα δεδομένα καταφθάνουν σε κάθε μήκος κύματος και λαμβάνονται από όλους τους κόμβους, αλλά αυτοί, βάσει του πεδίου DA (ένα για κάθε χρονοσχιμή), το οποίο έχει εισαχθεί στον SAM στην ομάδα πηγής (Σχήμα 7.2). Το πεδίο SA χρησιμοποιείται για να προσδιοριστεί η μονάδα επανένωσης προς την οποία

θα οδηγηθεί η χρονοσχισμή. Η επανένωση επιτυγχάνεται με πληροφορίες της επικεφαλίδας των χρονοσχισμών, που δεν μας απασχολούν σε αυτό το κεφάλαιο.

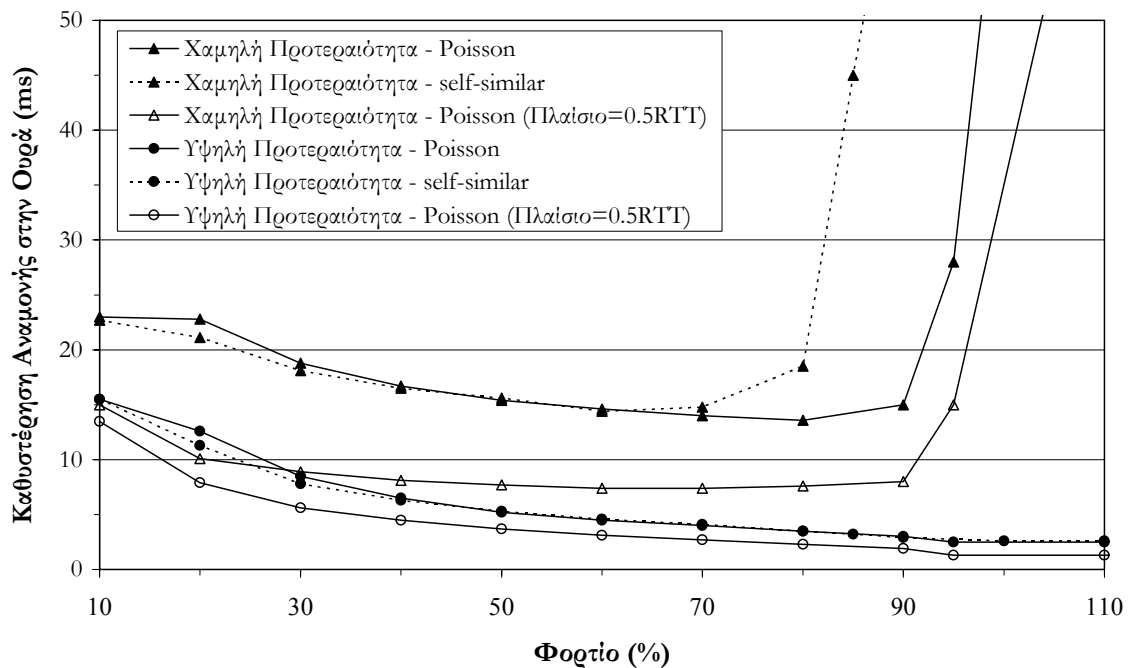
- Για μεγαλύτερα δίκτυα, ή σε περιπτώσεις όπου δίκτυα πολλαπλών βημάτων είναι αναπόφευκτα, είναι φανερό ότι υπάρχει η επιλογή διασύνδεσης των MN μέσω οπτικών μονοπατιών (lightpaths) ενός οπτικού δικτύου μεταγωγής, το οποίο λειτουργεί ως ένα δίκτυο «υπερ-κορμού», καθώς χειρίζεται ήδη συγκεντρωμένη κίνηση. Ο MN σε αυτή την περίπτωση θα πρέπει να είναι ένας οπτικός διασυνδετής (optical cross-connect) που θα υποστηρίζει και χωρική μεταγωγή (space switching) αλλά και μετατροπή μηκών κύματος. Το δίκτυο θα είναι σε θέση να αναθέσει εκ νέου οπτικά μονοπάτια, όποτε παρατηρείται τάση για συμφόρηση, ειδοποιώντας μέσω σηματοδότησης τον αντίστοιχο MN (φυσικά οι αλλαγές αυτές αφορούν μεγαλύτερη κλίμακα χρόνου).
- Τέλος, σε ένα πιο μακροπρόθεσμο στάδιο, το δίκτυο μεταξύ ομάδων μπορεί να γίνει πλήρως δυναμικό, υιοθετώντας οποιαδήποτε προσέγγιση OBS, όπως για παράδειγμα αυτήν που προτάθηκε στο Κεφάλαιο 5. Σε αυτή την περίπτωση, οι πληροφορίες του SAM θα προσαρμόζονται κατάλληλα στους MN και θα αποστέλλονται πριν από τις ριπές δεδομένων ώστε να λειτουργήσουν π.χ. ως πακέτα ανίχνευσης. Αυτό σημαίνει, κατά τα γνωστά, ότι θα πρέπει να έχει προβλεφθεί κατάλληλος χρόνος ώστε το δίκτυο να προετοιμαστεί για την άφιξη των δεδομένων. Παρόλο που (στην περίπτωση των κλασικών σχημάτων OBS) ενδέχεται να υπάρξουν συγκρούσεις και απώλειες στα σημεία μεταγωγής, η πιθανότητά τους θα είναι σαφώς μικρότερη από ένα δίκτυο OBS με το ίδιο συνολικό πλήθος κόμβων, καθώς τώρα οι συγκρούσεις μέσα στις ομάδες πηγής και προορισμού έχουν εξαλειφθεί, αφήνοντας ελάχιστα πιθανά σημεία συγκρούσεων.

Η επιλογή της τεχνολογίας οπτικής μεταγωγής επηρεάζει σημαντικά την επιλογή της διάρκειας χρονοσχισμών και πλαισίων. Το πεδίο των λογικών τιμών κυμαίνεται από χρονοσχισμές μεταξύ 10 και 100 μ s και πλαίσια μεταξύ 250 μ s και 50 ms. Χαμηλότερες τιμές απαιτούν μεταγωγείς βασισμένους σε ημιαγωγίσιμους οπτικούς ενισχυτές, ενώ μεγαλύτερες επιτρέπουν τη χρήση αργών μεταγωγέων βασισμένων σε τεχνολογία MEMS για χαμηλότερο κόστος.

7.6 Εκτίμηση της Απόδοσης

Η εκτίμηση της απόδοσης της προτεινόμενης αρχιτεκτονικής έγινε με τη βοήθεια προσομοιώσεων σε υπολογιστή. Ο αλγόριθμος ανάθεσης χρονοσχισμών που χρησιμοποιήθηκε είναι αυτός που φαίνεται στο Σχήμα 7.3. Το μοντέλο προσομοίωσης αποτελείται από πέντε ομάδες – δακτυλίου με έξι κόμβους σε κάθε ομάδα. Χρησιμοποιήθηκαν χρονοσχισμές διάρκειας 100 μ s, ενώ το κάθε πλαίσιο αποτελείται από 50 χρονοσχισμές (5 ms), το οποίο είναι κόντα στο χρόνο μετ' επιστροφής του δακτυλίου. Σε κάθε ομάδα έχουμε 4 μήκη κύματος δεδομένων, ενώ μεταξύ των ομάδων κάθε μήκος κύματος είναι αφιερωμένο σε καθεμία από τις υπόλοιπες ομάδες, με μήκος ζεύξεων μεταξύ ομάδων ίσο

με 2000 km (10 ms). Σε κάθε MN υπάρχουν πέντε ζεύγη πομποδεκτών, με τέσσερις από αυτούς να είναι αφιερωμένοι στη διασύνδεση με τις υπόλοιπες ομάδες. Σε όλα τα σενάρια προσομοίωσης η κίνηση υψηλής προτεραιότητας αποτελούσε το 30% της συνολικής. Οι τιμές των χρονιστών ήταν 25 ms για την υψηλή προτεραιότητα και 300 ms για τη χαμηλή. Ο ρυθμός σε κάθε μήκος κύματος κάθε ζεύξης ήταν 10 Gbps. Χρησιμοποιήθηκαν τόσο Poisson όσο και self-similar πηγές (σε διαφορετικά σενάρια) για τη γέννηση του προσφερόμενου φορτίου, το οποίο ήταν ομοιόμορφα καταναμεμημένο προς κάθε κόμβο των υπολοίπων ομάδων του δικτύου. Η κίνηση self-similar σε κάθε κόμβο δημιουργείται από 20 πηγές ON-OFF, στις οποίες τόσο η ON όσο και η OFF περίοδοι ακολουθούν την κατανομή Pareto. Έχουμε $\frac{ON}{ON + OFF} = 10$ και τιμή shape = 1.3. Καθώς η μέση καθυστέρηση διάδοσης είναι σχεδόν ντετερμινιστική (η κίνηση έχει κατά μέσο όρο να διασχίσει τον μισό δακτύλιο πηγής, δηλαδή 2.5 ms, συν τον μισό δακτύλιο προορισμού, επίσης 2.5 ms, συν τη ζεύξη μεταξύ ομάδων, που είναι 10 ms), όποτε η πραγματικά ενδιαφέρουσα παράμετρος στο σύστημα είναι καθυστέρηση αναμονής στην ουρά και η διακύμανση της καθυστέρησης.

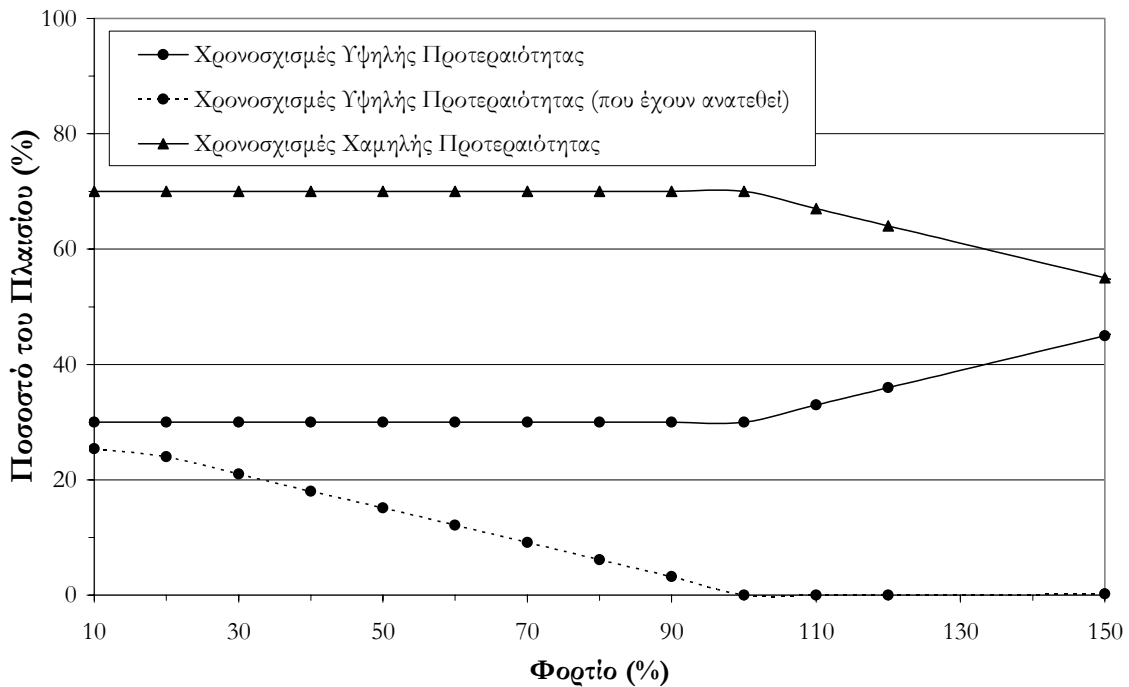


Σχήμα 7.4: Καθυστέρηση αναμονής στην ουρά ως συνάρτηση του φορτίου.

Στο Σχήμα 7.4 φαίνεται η μέση καθυστέρηση αναμονής στην ουρά ως συνάρτηση του συνολικού προσφερόμενου φορτίου. Δύο σημαντικά στοιχεία μπορούμε να παρατηρήσουμε σε αυτά τα αποτελέσματα. Πρώτον, η καθυστέρηση – προτού καταλήξουμε σε αστάθεια – μειώνεται όσο αυξάνει το

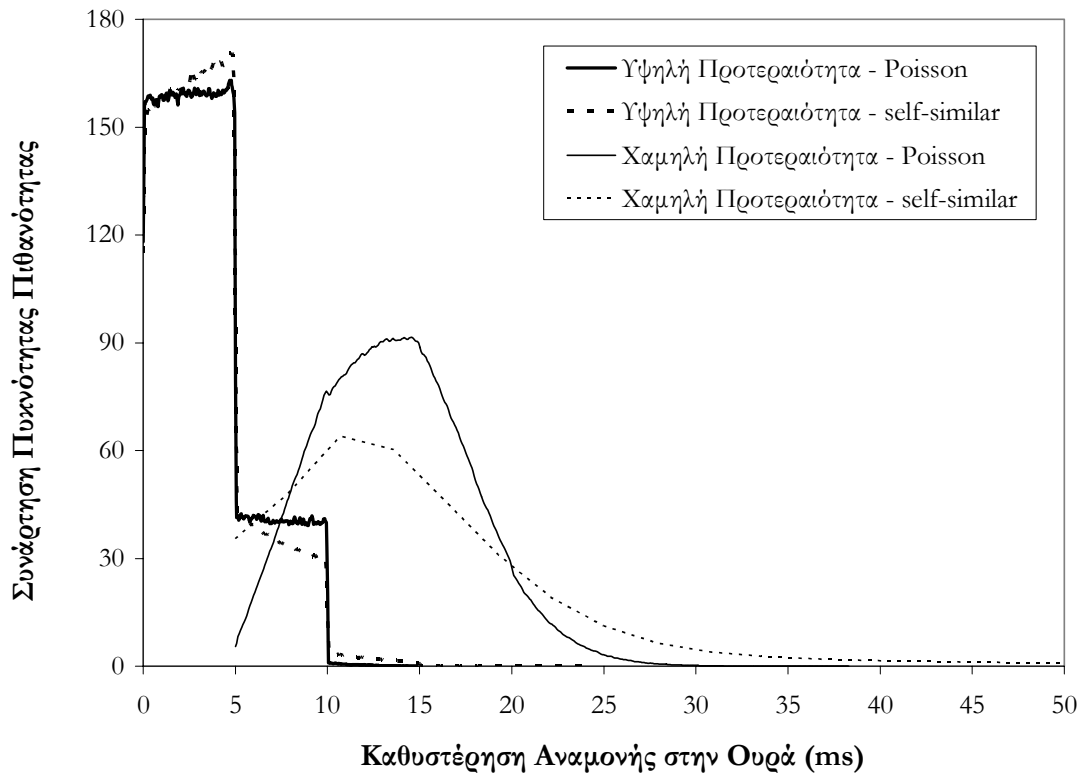
φορτίο (για την υψηλή προτεραιότητα κατεβαίνει ακόμα και κάτω από το χρόνο δέσμευσης) και όλη η προαναφερθείσα αστάθεια λόγω της υπερφόρτωσης του δικτύου εμφανίζεται μόνο στη χαμηλή προτεραιότητα, επιτρέποντας έτσι στις απαιτητικές εφαρμογές να απολαμβάνουν τη ζητούμενη ποιότητα υπηρεσίας, ακόμα και σε φορτία πάνω από 100%. Συνολικά, το σύστημα μπορεί να αντέξει μέχρι και σχεδόν 90% φόρτωση, κάτι που αποδεικνύει την υψηλή απόδοση της προσέγγισης (η διαφορά μεταξύ κίνησης Poisson και self-similar εκδηλώνεται με την γρηγορότερη αστάθεια της τελευταίας, καθώς και τη μεγαλύτερη έκταση της συνάρτησης πυκνότητας πιθανότητας (pdf) που απεικονίζεται στο Σχήμα 7.6).

Η καθυστέρηση είναι υψηλότερη σε χαμηλότερα φορτία επειδή τότε η παραγωγή πλαισίων καθορίζεται από τους χρονοιστές. Στο μοντέλο που χρησιμοποιήθηκε θεωρούνται μόνο αφιερωμένες ζεύξεις (μήκη κύματος) μεταξύ ομάδων. Όπως είδαμε στην προηγούμενη παράγραφο, μεγαλύτερα δίκτυα θα μπορούσαν να κάνουν χρήση μεταγωγής OBS μεταξύ των ομάδων.



Σχήμα 7.5: Ποσοστά κατάληψης των πλαισίων από χρονοσχισμές κάθε προτεραιότητας.

Τα μέσα ποσοστά κατάληψης των πλαισίων από χρονοσχισμές υψηλής και χαμηλής προτεραιότητας ως προς το φορτίο φαίνονται στο Σχήμα 7.5. Εκτός από τα πολύ χαμηλά φορτία, δηλαδή κάτω από 25%, τα πλαίσια είναι πλήρως συμπληρωμένα και φυσικά η αναλογία υψηλής-χαμηλής προτεραιότητας είναι 30% - 70%. Πάνω από το 100% (υπερφορτωμένο σύστημα), μόνο η υψηλή προτεραιότητα εξυπηρετείται πλήρως, ενώ η χαμηλή υποφέρει από απώλειες. Συνεπώς, το ποσοστό κάθε προτεραιότητας στα πλαίσια που αναχωρούν αλλοιώνεται.



Σχήμα 7.6: Συνάρτηση πυκνότητας πιθανότητας (pdf) για την καθυστέρηση αναμονής στην ουρά, σε φορτίο 80%.

Η υψηλή προτεραιότητα μπορεί να υπερνικήσει την καθυστέρηση δέσμευσης «αλέβονταξ» θέσεις που έχουν δεσμευτεί από κίνηση χαμηλότερης προτεραιότητας. Με άλλα λόγια, ένας κόμβος που έχει στείλει τις πληροφορίες της ουράς του στον προηγούμενο γύρο και στον οποίο έχει ανατεθεί ένα πλήθος χρονοσχισμών για το επόμενο πλαίσιο, θα εισάγει την κίνηση υψηλής προτεραιότητας που μόλις κατέφθασε στη θέση της χαμηλής προτεραιότητας, ενώ θα επαναληφθούν οι αιτήσεις για τις «άτυχε» χρονοσχισμές (αντίθετά, δε θα εμφανιστούν ποτέ αιτήσεις για τις χρονοσχισμές υψηλής προτεραιότητας που αναχώρησαν). Έτσι, το σύστημα τελικά δεν είναι πλήρως βασισμένο σε δεσμεύσεις όσον αφορά την κίνηση υψηλής προτεραιότητας. Το φαινόμενο αυτό μπορεί να μελετηθεί με τη βοήθεια του παραπάνω σχήματος, όπου φαίνεται το ποσοστό των χρονοσχισμών που ανατέθηκαν στην κίνηση υψηλής προτεραιότητας. Συγκρίνοντας αυτή την καμπύλη με την καμπύλη που δείχνει τις χρονοσχισμές που αναχώρησαν, μπορούμε να δούμε ότι οι αναθέσεις της υψηλής προτεραιότητας είναι πάντα λιγότερες από τις πραγματικές αναχωρήσεις. Επιπλέον, γίνονται ολοένα λιγότερες καθώς το φορτίο αυξάνει, φτάνοντας το 0% για φορτίο 100%, αφού στα υψηλά φορτία σχεδόν όλη η κίνηση υψηλής προτεραιότητας αναχωρεί με χρονοσχισμές που έχουν προορίζονταν για κίνηση χαμηλής προτεραιότητας.

Η συνάρτηση πυκνότητας πιθανότητας (probability density function) σε φορτίο 80%, τόσο για κίνηση Poisson, όσο και για self-similar, απεικονίζεται στο Σχήμα 7.6. Για την υψηλή προτεραιότητα, κυριαρχεί η επίδραση του χρονιστή κατά το σχηματισμό των πλαισίων, κάτι που εξηγεί τη βηματική μορφή της συνάρτησης. Το μεγαλύτερο ποσοστό της κίνησης αναχωρεί μέσα σε ένα RTT , ενώ πολύ μικρότερο ποσοστό φεύγει στο δεύτερο γύρο. Σε περιόδους μεγάλης συμφόρησης (εξαιρετικά σπάνια) έχουμε την ανάγκη τριών RTT . Για τη χαμηλή προτεραιότητα, παρατηρείται μία καμπύλη αντίστοιχη με αυτές της καθυστέρησης κατά τη συγκέντρωση ριπών, όταν το κριτήριο είναι η συμπλήρωση του μεγέθους πλαισίου και όχι η λήξη του χρονιστή, που είδαμε και στο Κεφάλαιο 4. Στην περίπτωση κίνησης self-similar οι κατανομές εμφανίζουν αντίστοιχη μορφή αλλά μακρύτερες «ουρές», δηλαδή δίδουν περισσότερο υπολογίσιμες πιθανότητες σε μεγάλες τιμές καθυστέρησης.

7.7 Συμπεράσματα

Η προσέγγιση ομαδοποίησης κόμβων συνιστά μία εφαρμογή της στρατηγικής «διαίρει και βασίλευε», όπου οι κόμβοι κορμού διαιρούνται σε ομάδες βάσει κυρίως κριτηρίων απόστασης, δίδοντας έτσι τη δυνατότητα εφαρμογής διμερών δεσμεύσεων χρονοσχισμών MAC μέσα σε κάθε ομάδα. Έτσι αποφεύγονται οι απώλειες ριπών μέσα στις ομάδες χωρίς να θυσιάζεται το κέρδος πολύπλεξης, ενώ επιτυγχάνεται η συγκέντρωση κίνησης μεταξύ πολλών (ομαδοποιημένων) πηγών και προορισμών. Ο μηχανισμός δέσμευσης είναι σε θέση να ανταποκρίνεται στις διακυμάνσεις της κίνησης σε μικρές κλίμακες χρόνου χωρίς την ανάγκη ακριβής οπτικής μεταγωγής. Η επίδοση του συστήματος επιτρέπει εύκολη εξασφάλιση των εγγυήσεων σε απαιτητικές υπηρεσίες, αφού η καθυστέρησή τους στους κόμβους πηγής είναι σταθερή και καθορίζεται ουσιαστικά από το χρόνο δέσμευσης μέσα στην ομάδα σε χαμηλά φορτία, ενώ σε υψηλότερα η καθυστέρηση μειώνεται, εξισορροπώντας έτσι την αυξημένη καθυστέρηση σε άλλα μέρη του δικτύου. Η κίνηση βέλτιστης προσπάθειας, από την άλλη μεριά, απολαμβάνει υψηλή χρησιμοποίηση, ενώ και οι δύο κλάσεις υπηρεσίας αποφεύγουν τις απώλειες (μόνο απώλειες λόγω υπερχείλισης ενταμιευτών είναι δυνατές) εκτός και αν υιοθετηθούν δυναμικές προσεγγίσεις μεταξύ των ομάδων, όποτε και οι απώλειες θα είναι ούτως ή άλλως χαμηλές λόγω της μείωσης των σημείων συμφόρησης.

Βιβλιογραφία

- [1] A. Singal and R. Jain, “Terabit switching: A survey of techniques and current products,” *Comput. Commun.*, vol. 25, no. 6, pp. 547–556, Apr. 2002.
- [2] G. Hill, “A wavelength routing approach to optical communication networks,” *Br. Telecom Technol. J.*, vol. 6, no. 3, pp. 24–31, Jul. 1988.
- [3] C. Qiao and M. Yoo, “Optical burst switching (OBS)—A new paradigm for an optical internet,” *J. High Speed Netw.*, vol. 8, no. 1, pp. 69–84, Mar. 1999. J. S. Turner, “Terabit burst switching,” *J. High Speed Netw.*, vol. 8, no. 1, pp. 3–16, Mar. 1996.
- [4] J. S. Turner, “Terabit burst switching,” *J. High Speed Netw.*, vol. 8, no. 1, pp. 3–16, Mar. 1996.
- [5] J. Teng and G. N. Rouskas, “Wavelength selection in OBS networks using traffic engineering and priority-based concepts,” *IEEE J. Sel. Areas Commun.*, vol. 23, no. 8, pp. 1658–1669, Aug. 2005.
- [6] M. Düser and P. Bayvel, “Analysis of a dynamically wavelength-routed optical burst switched network architecture,” *J. Lightw. Technol.*, vol. 20, no. 4, pp. 574–586, Apr. 2002.
- [7] J. Y. Wei and R. I. McFarland, “Just-in-time signaling for WDM optical burst switching networks,” *J. Lightw. Technol.*, vol. 18, no. 12, pp. 2019–2037, Dec. 2000.
- [8] K. Dolzer, C. Gauger, J. Späth, and S. Bodamer, “Evaluation of reservation mechanisms in optical burst switching,” *AEU, Int. J. Electron. Commun.*, vol. 55, no. 1, pp. 1–8, Jan. 2001.
- [9] J. D. Angelopoulos, K. Kanonakis, H. C. Leligou, C. Linardakis, I. Pountourakis, and A. Stavdas, “Slotted optical switching with pipelined two-way reservations,” *J. Lightw. Technol.*, vol. 24, no. 10, pp. 3616–3624, Oct. 2006.
- [10] C. Linardakis, H. C. Leligou, A. Stavdas, and J. D. Angelopoulos, “Using explicit reservations to arbitrate access to a metropolitan system of slotted interconnected rings combining TDMA & WDMA,” *J. Lightw. Technol.*, vol. 23, no. 4, pp. 1576–1585, Apr. 2005.
- [11] J. D. Angelopoulos, H.-C. Leligou, T. Argyriou, S. Zontos, E. Ringoot, and T. Van Caenegem, “Efficient transport of packets with QoS in an FSAN-aligned GPON,” *IEEE Commun. Mag.*, vol. 42, no. 2, pp. 92–98, Feb. 2004.
- [12] L. Dittmann, C. Develder, D. Chiaroni, F. Neri, F. Callegati, W. Koerber, A. Stavdas, M. Renaud, A. Rafel, J. Solé-Pareta, W. Cerroni, N. Leligou, L. Dembeck, B. Mortensen, M. Pickavet, N. Le Sauze, M. Mahony, B. Berde, and G. Eilenberger, “The European IST project DAVID: A viable approach towards optical packet switching,” *IEEE J. Sel. Areas Commun.*, vol. 21, no. 7, pp. 1026–1040, Sep. 2003.
- [13] S. Gowda, R. K. Shenai, K. M. Sivalingam, and H. C. Cankaya, “Performance evaluation of TCP over Optical Burst-Switched (OBS) WDM networks,” in *Proc. ICC*, Seattle, WA, May 28–30, 2003, pp. 1433–1437.
- [14] Q. Zhang, V. M. Vokkarane, Y. Wang, and J. P. Jue, “Evaluation of burst retransmission in optical burst-switched networks,” in *Proc. IEEE/CreateNet BroadNets, Opt. Netw. Symp.*, Boston, MA, Oct. 2005, pp. 297–303.

- [15] M. Yoo, C. Qiao, and S. Dixit, “A comparative study of contention resolution policies in optical burst switched WDM networks,” in *Proc. SPIE Conf. Terabit Opt. Netw.: Architecture, Control and Management Issues*, Boston, MA, Nov. 2000, vol. 4213, pp. 124–135.
- [16] A. Stavdas, H. C. Leligou, K. Kanonakis, C. Linardakis, and J. D. Angelopoulos, “A novel scheme for performing statistical multiplexing in the optical layer,” *OSA J. Opti. Netw.*, vol. 4, no. 5, pp. 237–247, May 2005.

8

Επίλογος

8.1 Ανακεφαλαίωση

Το ευρύτερο πεδίο ενδιαφέροντος της διατριβής ήταν τα σημερινά και μελλοντικά οπτικά δίκτυα. Μεγάλη έμφαση δόθηκε στην τεχνολογία WDM, μία πολλά υποσχόμενη τεχνολογία μεταγωγής για τέτοιου είδους δίκτυα, καθώς και στα δίκτυα οπτικής μεταγωγής ριπών. Η διατριβή επικεντρώθηκε στη κατά κύριο λόγο στη συγκέντρωση κίνησης για οπτικά δίκτυα κορμού καθώς και στη βελτιστοποίηση των αρχιτεκτονικών και των πρωτοκόλλων οπτικής μεταγωγής κορμού.

Ο κυριότερος στόχος της διατριβής ήταν η πρόταση μίας καινοτόμας αρχιτεκτονικής οπτικών δικτύων κορμού μεταγωγής ριπών, καθώς και των πρωτοκόλλων που τη συνοδεύουν. Η νέα αυτή προσέγγιση έρχεται να δώσει λύσεις στα προβλήματα που εμφανίζουν οι ήδη υπάρχουσες προτάσεις στον τομέα αυτό. Πιο συγκεκριμένα, τα οπτικά δίκτυα κορμού μεταγωγής ριπών, αν και είναι σχεδιασμένα για να συμβιβάσουν την αυξανόμενη ειρηνικότητα της κίνησης με τη διαθέσιμη οπτική τεχνολογία, παρουσιάζουν πολύ υψηλά ποσοστά απωλειών ακόμα και σε πολύ χαμηλά φορτία δικτύου, καθώς και υψηλό βαθμό πολυπλοκότητας και κόστους. Η προτεινόμενη προσέγγιση αποτελεί μία εξαιρετικά αποδοτική και εφαρμόσιμη λύση. Η βασική ιδέα έγκειται στην εκμετάλλευση της διαθέσιμης ηλεκτρονικής ενταμίευσης στους ακραίους κόμβους του οπτικού δικτύου και η αποδοχή μίας ελεγχόμενης αύξησης στην καθυστέρηση. Χρησιμοποιώντας την έννοια των χρονοσχισμών και κάνοντας χρήση παραλληλισμένων διμερών δεσμεύσεων και ενός έξυπνου μηχανισμού χρονοδρομολόγησης, το σύστημα αυτό καταργεί τις απώλειες (εκτός από αυτές που οφείλονται σε υπερχειλίση των ακραίων ηλεκτρονικών ενταμιευτών), αλλά ταυτόχρονα εξασφαλίζει χαρακτηριστικά που ευνοούν την ποιότητα των υπηρεσιών – όπως η αποφυγή πακέτων εκτός σειράς, η μείωση της διακύμανσης της καθυστέρησης και η αύξηση της χρησιμοποίησης της χωρητικότητας του δικτύου. Οι διάφορες πτυχές του προτεινόμενου συστήματος αναλύθηκαν σε βάθος και η βελτιωμένη απόδοσή του αποδείχθηκε με τη βοήθεια προσομοιώσεων σε υπολογιστή, αλλά και με τη χρήση μαθηματικής μοντελοποίησης.

Καθώς η προαναφερθείσα πρόταση αναφέρεται σε δίκτυα περιορισμένης χωρικής έκτασης, προτάθηκε επιπλέον και μία αρχιτεκτονική η οποία υλοποιεί καταναεμημένη, αμιγώς οπτική μεταγωγή

του φορτίου, διαιρώντας το δίκτυο κορμού σε ένα πλήθος περιφερειών ή ομάδων περιορισμένης γεωγραφικής έκτασης, μέσα στις οποίες παραδοσιακά σχήματα διμερούς δέσμευσης πόρων, αποκτούν νόημα. Έτσι, μέσα σε κάθε τέτοια ομάδα οι απώλειες εξαλείφονται, ενώ κίνηση από πολλούς κόμβους μπορεί να συσσωματωθεί σε ριπές, βελτιώνοντας την απόδοση του δικτύου. Η χωρίς απώλειες συγκέντρωση της κίνησης από αρκετούς κόμβους κορμού επιτρέπει τη χρήση συμφέρουσας μεταφοράς χωρίς ενταμίευση μεταξύ των περιφερειών, σε συνδυασμό με τη χρήση ηλεκτρονικής ενταμίευσης στην περιφέρεια του συστήματος. Το τελικό αποτέλεσμα είναι μία τριπλή βελτίωση, στις πιθανότητες απωλειών, στην απόδοση και στο κόστος. Αυτό επιτυγχάνεται με την εκμετάλλευση τριών χαρακτηριστικών της αρχιτεκτονικής: Την κατανεμημένη λειτουργία μεταγωγής, κατανεμημένες δεσμεύσεις (αποφεύγοντας τις απαγορευτικές καθυστερήσεις των δεσμεύσεων από άκρο σε άκρο) και ένα μειωμένο πλήθος ζευγών πηγής-προορισμού (μέσω τις ομαδοποίησης κόμβων σε επικράτειες δεσμεύσεων).

Τέλος, ένας ακόμα στόχος της διατριβής ήταν η πρόταση μίας νέας τεχνικής για συγκέντρωση κίνησης σε οπτικά δίκτυα κορμού μεταγωγής ριπών καθώς και η αναλυτική μοντελοποίηση αυτής. Η σημασία των μηχανισμών αυτών είναι γενικά ζωτική για την αποδοτική λειτουργία των δικτύων κορμού, καθώς επηρεάζουν σημαντικές παραμέτρους, όπως η καθυστέρηση και η χρησιμοποίηση των πόρων του δικτύου. Η προτεινόμενη μέθοδος καταφέρει να εξασφαλίζει την ποιότητα υπηρεσίας απαιτητικών μορφών κίνησης, διατηρώντας παράλληλα τη χρησιμοποίηση σε υψηλά επίπεδα.

8.2 Συνόψιση των καινοτόμων στοιχείων της διατριβής

Η διατριβή παρουσίασε νέες μεθόδους για την αντιμετώπιση των κρίσιμων ζητημάτων που σχετίζονται με την επίδοση των σημερινών οπτικών δικτύων και ειδικότερα των δικτύων WDM μεταγωγής ριπών. Για την επίτευξη των στόχων που είχαν τεθεί επινοήθηκαν πρωτότυπες λύσεις, οι οποίες παρουσιάστηκαν και τεκμηριώθηκαν πλήρως. Η πρωτοτυπία της διατριβής έγκειται μεταξύ άλλων στα εξής σημεία:

- Στην καινοτόμα πρόταση της οπτικής μεταγωγής χρονοσχισμών με διμερείς παραλληλισμένες δεσμεύσεις η οποία αποδεικνύεται ότι επιφέρει δραστική βελτίωση στις κρίσιμες παραμέτρους απόδοσης των δικτύων οπτικής μεταγωγής ριπών καθώς και την υποστήριξη της με αναλυτικές μεθόδους. Εξάλλου η πρόταση αυτή έχει ήδη δημοσιευτεί στο περιοδικό IEEE Journal of Lightwave Technology τον Οκτώβριο του 2006.
- Στην πρόταση της κατανεμημένης οπτικής μεταγωγής με ομαδοποίηση κόμβων κορμού, η οποία (σε συνδυασμό και με την προηγούμενη πρόταση) μπορεί να εφαρμοστεί σε οποιοδήποτε σημερινό ή μελλοντικό οπτικό δίκτυο κορμού βελτιώνοντας σημαντικά τις επιδόσεις του. Η πρόταση αυτή δημοσιεύτηκε στο περιοδικό IEEE Journal of Lightwave Technology τον Μάιο του 2007.

- Στην πρόταση για μία νέα μέθοδο συγκρότησης ριπών για οπτικά δίκτυα μεταγωγής ριπών, με υποστήριξη δύο προτεραιοτήτων κίνησης και παραγωγή σύνθετων ριπών, η οποία επιτυγχάνει βελτίωση της χρησιμοποίησης των πόρων του δικτύου, διατηρώντας παράλληλα τις απαιτούμενες εγγυήσεις ποιότητας υπηρεσίας. Εξάλλου η πρόταση αυτή έχει ήδη δημοσιευτεί στο περιοδικό European Transactions on Telecommunications τον Ιανουάριο/Φεβρουάριο του 2006.

8.3 Θέματα για περαιτέρω διερεύνηση

Αν και τα αποτελέσματά της διατριβής είναι αυτοτελή και ολοκληρωμένα, τα διάφορα θέματα που θίχτηκαν στα πλαίσιά της μπορούν να αποτελέσουν έναυσμα για περαιτέρω διερεύνηση. Πιο συγκεκριμένα, η έρευνα θα μπορούσε να επεκταθεί στις παρακάτω κατευθύνσεις:

- Όσον αφορά το μηχανισμό συγκρότησης ριπών που παρουσιάστηκε στο Κεφάλαιο 3, θα μπορούσαν να αναπτυχθούν λεπτομερέστερα αναλυτικά μοντέλα, τόσο για τη μελέτη του κέρδους πλαισίων, όσο και για την εύρεση των συναρτήσεων πυκνότητας πιθανότητας χρόνων μεταξύ παραγωγής ριπών στην περίπτωση που υπάρχει μίξη προτεραιοτήτων.
- Η μελέτη του μηχανισμού οπτικής μεταγωγής χρονοσχισμών με διμερείς παραλληλισμένες δεσμεύσεις ήταν εξονυχιστική και περιέλαβε τη λεπτομερή περιγραφή της αντίστοιχης αρχιτεκτονικής κόμβων και δικτύου, του αντίστοιχου πρωτοκόλλου αλλά και εκτίμηση της απόδοσής του με χρήση προσομοιώσεων και αναλυτικής μοντελοποίησης (Κεφάλαια 5 - 6). Ένα τελικό βήμα θα μπορούσε λοιπόν να είναι ο σχεδιασμός, με χρήση κάποιας γλώσσας προδιαγραφής υλικού (π.χ. VHDL, Verilog) των κυκλωμάτων που υλοποιούν τις λειτουργίες του πρωτοκόλλου, με σκοπό να πιστοποιηθεί η δυνατότητα υλοποίησης της προσέγγισης αυτής στην πράξη.
- Τέλος, η έρευνα που παρουσιάστηκε στο Κεφάλαιο 7 θα μπορούσε να επεκταθεί προς δύο κατευθύνσεις: Αναλυτική μελέτη (ή έστω διερεύνηση του κατά πόσο αυτό είναι εφικτό) του προτεινόμενου μηχανισμού και προσπάθεια ενσωμάτωσης (και θεωρητικά αλλά και σε επίπεδο μοντελοποίησης) του μηχανισμού του Κεφαλαίου 5, όσον αφορά τα δίκτυα μεταξύ ομάδων.

Συντομογραφίες

2R (RR)	Re-time and Re-transmit
3R (RRR)	Re-time, Re-transmit and Re-clock
ABT	ATM Block Transfer
AON	All-Optical Network
ATM	Asynchronous Transfer Mode
AWG	Array Waveguide Grating
CN	Core Node
DFB	Distributed Feedback Laser
EDFA	Erbium-Doped Fiber Amplifier
EN	Edge Node
FAU	Frame Aggregation Unit
FDL	Fiber Delay Line
FIFO	First-In-First-Out
G-MPLS	Generalized MPLS
IEEE	Institute of Electrical and Electronics Engineers
IP	Internet Protocol
ITU	International Telecommunication Union
ITU-T	ITU Telecommunication Standardization Sector
JET	Just-Enough-Time
JIT	Just-In-Time
LAN	Local Area Network
MAC	Medium Access Control
MAT	Maximum Aggregation Time
MEMS	MicroElectroMechanical System
MN	Master Node
MPLS	MultiProtocol Label Switching
NSF	National Science Foundation
OBS	Optical Burst Switching
OCBS	Optical Composite Burst Switching
OPS	Optical Packet Switching
OXC	Optical Cross Connect

PON	Passive Optical Network
PSTN	Public Switched Telephone Network
QoS	Quality of Service
RAM	Random Access Memory
RTP	Real Time Protocol
SAM	Slot Allocation Map
SDH	Synchronous Digital Hierarchy
SMOP	Shared-Memory Optical Packet
SOA	Semiconductor Optical Amplifier
SRM	Slot Reservation Map
TAG	Tell-And-Go
TAW	Tell-And-Wait
TCP	Transmission Control Protocol
WDM	Wavelength Division Multiplexing
WIXC	Wavelength Interchanging Cross-Connect
WSXC	Wavelength Switched Cross-Connect