



ΑΛΕΞΑΝΔΡΕΙΟ ΤΕΧΝΟΛΟΓΙΚΟ
ΕΚΠΑΙΔΕΥΤΙΚΟ ΙΔΡΥΜΑ
ΘΕΣΣΑΛΟΝΙΚΗΣ
ΣΧΟΛΗ ΤΕΧΝΟΛΟΓΙΚΩΝ
ΕΦΑΡΜΟΓΩΝ
ΤΜΗΜΑ ΠΛΗΡΟΦΟΡΙΚΗΣ



Δίκτυα Οπτικής Μεταγωγής Ριπής

ΠΤΥΧΙΑΚΗ ΕΡΓΑΣΙΑ

Μολλάς Δημήτριος
Τουλούπης Μιχαήλ

Επιβλέπων καθηγητής: Σαρηγιαννίδης Παναγιώτης

Θεσσαλονίκη, Απρίλιος 2011

ΠΕΡΙΕΧΟΜΕΝΑ

1. Εισαγωγή.....	5
2. MPLS (Multiprotocol Label Switching).....	10
2.1 CONSTRAINT–BASED Καθορισμός Μονοπατιού	22
3. Optical Burst Switching.....	26
3.1 Γενική δομή οπτικού δικτύου μεταγωγής ριπής	27
3.2 Γενική αρχιτεκτονική κόμβων	28
3.3 Συναρμολόγηση Οπτικών Ριπών	31
3.3.1 Αλγόριθμοι Συναρμολόγησης Οπτικών Ριπών.....	31
3.3.2 Αλγόριθμοι Συναρμολόγησης Προβλεπόμενου Μεγέθους	34
3.4 Δέσμευση μηκών κύματος	35
3.4.1 Άμεση δέσμευση μηκών κύματος.....	36
3.4.2 Καθυστερημένη δέσμευση μηκών κύματος	39
3.5 Χρονοπρογραμματισμός Ριπών.....	40
3.6 Επίλυση Συγκρούσεων	41
3.6.1 Εκτροπή Δρομολόγησης	42
3.6.2 Κατάτμηση Ριπής.....	45
4. Αλγόριθμοι Χρονοπρογραμματισμού ριπών	47
4.1 Αλγόριθμος Horizon.....	47
4.2 Αλγόριθμος LAUC-VF(Latest Available Unused Channel with Void Fillings).....	50
4.3 Αλγόριθμος Min-SV(Minimum Starting Void).....	55
5. Προσομοίωση Αλγορίθμων	61
5.1 Πείραμα Πρώτο	62
5.2 Πείραμα Δεύτερο.....	68
5.3 Πείραμα Τρίτο	74
5.4 Πείραμα Τέταρτο.....	105
5.5 Πείραμα Πέμπτο.....	108
6. Συμπεράσματα	111
7. Βιβλιογραφία	112

Πίνακας Εικόνων

Εικόνα 2. 1 Σύγκριση IP και MPLS μεταφοράς.....	13
Εικόνα 2. 2 Το σημείο εισόδου του shim header στο IP πακέτο	15
Εικόνα 2. 3 Label Switch Paths (LSP's).....	15
Εικόνα 2. 4 Παραδείγματα FEC	16
Εικόνα 2. 5 Ενθυλάκωση MPLS ετικέτας στα παραδοσιακά πρωτόκολλα μεταφοράς	17
Εικόνα 2. 6 Label Stack επεξεργασία (Exchange, Push, and Pop)	18
Εικόνα 2. 7 Ανταλλαγή RSVP Path και Resv μηνυμάτων.....	22
Εικόνα 3. 1 Γενική δομή Οπτικού Δικτύου Μεταγωγής Ριπής.....	27
Εικόνα 3. 2 Explicit setup/Explicit release.....	38
Εικόνα 3. 3 Explicit setup/Implicit release	39
Εικόνα 3. 4 Μεταγωγή ριπής από διαφορετική διαδρομή λόγω σύγκρουσης.....	43
Εικόνα 3. 5 Επανεκπομπή ριπής λόγω σύγκρουσης.....	44
Εικόνα 4. 1 καναλιού μετάδοσης σύμφωνα με τον αλγόριθμο Horizon..	48
Εικόνα 4. 2 Μεταγενέστερος χρονικός ορίζοντας.....	49
Εικόνα 4. 3 Αναποτελεσματικότητα του αλγορίθμου Horizon.....	50
Εικόνα 4. 4 Επιλογή καναλιού μετάδοσης σύμφωνα με τον αλγόριθμο LAUC-VF	52
Εικόνα 4. 5 Επιλογή καναλιού μετάδοσης σύμφωνα με τον αλγόριθμο LAUC-VF	53
Εικόνα 4. 6 Η ριπή N2 απορρίπτεται από τον αλγόριθμο LAUC-VF επειδή προηγουμένως έχει προγραμματιστεί «λανθασμένα» η ριπή N1 στο κανάλι 3.....	54
Εικόνα 4. 7 Στιγμιότυπο του χώρου αποθήκευσης(Buffer) πακέτων ελέγχου σε έναν κόμβο	56
Εικόνα 4. 8 Στιγμιότυπο της λειτουργικότητας του αλγορίθμου Min-SV.	57
Εικόνα 4. 9 Στιγμιότυπο της λειτουργικότητας του αλγορίθμου Min-SV.	58
Εικόνα 4. 10 Στιγμιότυπο της λειτουργικότητας του αλγορίθμου Min-SV.	59
Εικόνα 4. 11 Στιγμιότυπο της λειτουργικότητας του αλγορίθμου Min-SV.	60
Πείραμα 1ο - Εικόνα 5. 1.....	64
Πείραμα 1ο - Εικόνα 5. 2.....	65

Πείραμα 1ο - Εικόνα 5. 3.....	66
Πείραμα 1ο - Εικόνα 5. 4.....	67
Πείραμα 1ο - Εικόνα 5. 5.....	68
Πείραμα 2ο - Εικόνα 5. 1.....	69
Πείραμα 2ο - Εικόνα 5. 2.....	70
Πείραμα 2ο - Εικόνα 5. 3.....	71
Πείραμα 2ο - Εικόνα 5. 4.....	72
Πείραμα 2ο - Εικόνα 5. 5.....	73
Πείραμα 3.1 - Εικόνα 5. 1.....	76
Πείραμα 3.1 - Εικόνα 5. 2.....	77
Πείραμα 3.1 - Εικόνα 5. 3.....	78
Πείραμα 3.1 - Εικόνα 5. 4.....	79
Πείραμα 3.1 - Εικόνα 5. 5.....	80
Πείραμα 3.1 - Εικόνα 5. 6.....	81
Πείραμα 3.1 - Εικόνα 5. 7.....	82
Πείραμα 3.1 - Εικόνα 5. 8.....	83
Πείραμα 3.1 - Εικόνα 5. 9.....	84
Πείραμα 3.1 - Εικόνα 5. 10.....	85
Πείραμα 3.1 - Εικόνα 5. 11.....	86
Πείραμα 3.1 - Εικόνα 5. 12.....	87
Πείραμα 3.1 - Εικόνα 5. 13.....	88
Πείραμα 3.1 - Εικόνα 5. 14.....	89
Πείραμα 3.2 - Εικόνα 5. 1.....	90
Πείραμα 3.2 - Εικόνα 5. 2.....	91
Πείραμα 3.2 - Εικόνα 5. 3.....	93
Πείραμα 3.2 - Εικόνα 5. 4.....	94
Πείραμα 3.2 - Εικόνα 5. 5.....	95
Πείραμα 3.2 - Εικόνα 5. 6.....	96
Πείραμα 3.2 - Εικόνα 5. 7.....	97
Πείραμα 3.2 - Εικόνα 5. 8.....	98
Πείραμα 3.2 - Εικόνα 5. 9.....	99
Πείραμα 3.2 - Εικόνα 5. 10.....	100
Πείραμα 3.2 - Εικόνα 5. 11.....	101
Πείραμα 3.2 - Εικόνα 5. 12.....	102
Πείραμα 3.2 - Εικόνα 5. 13.....	103
Πείραμα 3.2 - Εικόνα 5. 14.....	104

Πείραμα 4ο - Εικόνα 5. 1.....	106
Πείραμα 4ο - Εικόνα 5. 2.....	107

Πείραμα 5ο - Εικόνα 5. 1.....	109
Πείραμα 5ο - Εικόνα 5. 2.....	110

1. Εισαγωγή

Από τις αρχές του 1990 στην επιστήμη των τηλεπικοινωνιών, άρχισαν να εμφανίζονται νέες τεχνολογίες, οι οποίες, όπως αποδείχτηκε, θα άλλαζαν κατά πολύ τους μέχρι τότε γνωστούς τρόπους μεταφοράς – μετάδοσης των ψηφιακών δεδομένων. Δύο από τις σημαντικότερες τεχνολογίες που άρχισαν να αναπτύσσονται τότε ήταν η οπτική ίνα και τα ασύρματα δίκτυα.

Στα τέλη της δεκαετίας του '90 αυτές οι τεχνολογίες άρχισαν να υιοθετούνται και από την επιστήμη των δικτύων υπολογιστών και συγκεκριμένα των οπτικών δικτύων. Τόσο η οπτική ίνα, όσο και τα ασύρματα δίκτυα, πρόσθεσαν στα οπτικά δίκτυα ευελιξία και λειτουργικές επιδόσεις, ενώ παράλληλα αύξησαν τη χωρητικότητα των καναλιών μετάδοσης. Με την πάροδο του χρόνου και την εξέλιξη της τεχνολογίας στα οπτικά δίκτυα, νέες υπηρεσίες έγιναν διαθέσιμες στο κοινό, όπως η κινητή τηλεφωνία, η καλωδιακή τηλεόραση κ.ά.

Το ενδιαφέρον για τις οπτικές τηλεπικοινωνίες ξεκίνησε στα μέσα της δεκαετίας τους '60, όταν τα πρώτα πειράματα έδειξαν ότι πληροφορία η οποία είναι κωδικοποιημένη σε σήματα φωτός θα μπορούσε να μεταδοθεί μέσω ινών γυαλιού, τις λεγόμενες οπτικές ίνες. Από τότε, η τρομερή μείωση κόστους και η αυξημένη ποιότητα των δικτύων, οδήγησε σε τεράστια πρόοδο στην τεχνολογία που απαιτείται για τα οπτικά δίκτυα, τα οφέλη της οποίας μόλις τώρα αρχίζουν να φαίνονται.

Τα δίκτυα τηλεπικοινωνιών, έχουν εξελιχθεί πάρα πολύ στον σχεδόν ένα αιώνα που υπάρχουν. Τα δίκτυα που κάποτε προσέφεραν βασικές τηλεφωνικές υπηρεσίες, τώρα είναι σε θέση να μεταδίδουν το ισοδύναμο μερικών χιλιάδων εγκυκλοπαιδειών ανά δευτερόλεπτο. Σ' αυτή την πρόοδό τους, τα ψηφιακά δίκτυα εξελίχτηκαν σε τρία θεμελιώδη στάδια. Στα ασύγχρονα, τα σύγχρονα και τα οπτικά. Αν θελήσουμε να ταξινομήσουμε τα δίκτυα κορμού Ευρωζωνικών Δικτύων θα μπορούσαμε να πούμε ότι τα δίκτυα N-ISDN ανήκουν στην πρώτη γενιά, τα B-ISDN ανήκουν στη δεύτερη, ενώ το οπτικό δίκτυο ανήκει στην τρίτη γενιά.

Στα οπτικά δίκτυα γίνεται συνήθως χρήση μια σχετικά νέας τεχνικής πολυπλεξίας που ονομάζεται Πολυπλεξία με Διαίρεση Μήκους Κύματος WDM (Wave Division Multiplexing). Η τεχνική αυτή επιτρέπει την ταυτόχρονη μετάδοση πολλών ψηφιακών σημάτων με την εκχώρηση σε κάθε ένα από αυτά μιας ιδιαίτερης περιοχής μήκους κύματος λ_i . Η βασική ιδέα πάνω στην οποία στηρίχτηκε η νέα τεχνολογία ήταν η εξής: σε κάθε οπτική ίνα το οπτικό σήμα που διαδίδεται έχει μια συγκεκριμένη συχνότητα, είναι δυνατόν από την ίδια ίνα να περάσουν περισσότερα του ενός διαφορετικά σήματα διαφορετικού μήκους κύματος (λ) ή αλλιώς διαφορετικού χρώματος μιας και μιλάμε για οπτικά σήματα, τα οποία το καθένα να αντιπροσωπεύει και μία ροή δεδομένων. Με βάση αυτό το χαρακτηριστικό έγινε δυνατή η παράλληλη μετάδοση σήματος και στις οπτικές ίνες. Με την έννοια αυτή η τεχνική WDM θυμίζει την πολυπλεξία με διαίρεση συχνότητας FDM (Frequency Division Multiplexing) διαφέρει όμως από αυτήν ως προς το ότι τα προς πολυπλεξία σήματα είναι ψηφιακά και μπορεί ήδη να ανήκουν σε μια ανώτερη ιεραρχία πολυπλεξίας διαίρεσης χρόνου TDM (Time division Multiplexing). Το βασικότερο πλεονέκτημα της τεχνικής αυτής είναι ότι με αυτό τον τρόπο επιταχύνεται μεγάλη αύξηση της χωρητικότητας μιας ινοοπτικής ζεύξης κατά 4,8,16 και 32 φορές.

Η τεχνική DWDM (Dense Wavelength Division Multiplexing) αποτελεί την εξέλιξη της τεχνικής DWM. Η Πυκνή Πολυπλεξία Διαχωρισμού Μήκους Κύματος (DWDM) είναι μια τεχνολογία οπτικών δικτύων η οποία χρησιμοποιείται για να αυξηθεί η χωρητικότητα του μέσου μεταφοράς των δεδομένων (οπτικές ίνες). Η DWDM λειτουργεί με εντελώς διαφορετικό τρόπο σε σχέση με την Πολυπλεξία Διαίρεσης Χρόνου (TDM – Time Division multiplexing).

Η TDM χρησιμοποιεί ένα μήκος κύματος το οποίο διαχωρίζει σε διακριτές χρονοθυρίδες (time slots) ίσου μεγέθους τις οποίες χρησιμοποιεί για να μεταδώσει τα εισερχόμενα σήματα χρησιμοποιώντας κυκλική δειγματοληψία (round – robin). Η WDM, διαμορφώνει τα εισερχόμενα οπτικά σήματα σε συγκεκριμένες συχνότητες φωτός (μήκη κύματος, ή λάμδα) μέσα σε ένα συγκεκριμένο εύρος συχνοτήτων και είναι πιο αποτελεσματική από την τεχνική TDM η οποία διατηρεί τις χρονοθυρίδες δεσμευμένες ακόμη και αν δεν υπάρχουν δεδομένα προς μετάδοση.

Σε ένα WDM σύστημα, κάθε ένα από τα μήκη κύματος προωθείται στην ίνα, και τα σήματα αποπολυπλέκονται στο λαμβάνον άκρο. Όπως στο TDM, η προκύπτουσα χωρητικότητα είναι ένα σύνολο των εισερχόμενων σημάτων, αλλά το WDM μεταφέρει κάθε εισερχόμενο σήμα ανεξάρτητα από τα άλλα. Αυτό σημαίνει ότι κάθε κανάλι έχει το δικό του αφιερωμένο εύρος ζώνης και όλα τα σήματα φθάνουν συγχρόνως αντί να διαχωρίζονται και να μεταφέρονται σε χρονοθυρίδες.

Η διαφορά μεταξύ του WDM και του DWDM είναι απλώς διαφορά μεγέθους. Το DWDM τοποθετεί τα μήκη κύματος πιο κοντά μεταξύ τους από το WDM, και επομένως έχει μεγαλύτερη συνολική χωρητικότητα. Τα όρια αυτού του διαστήματος δεν είναι ακριβώς γνωστά, και πιθανώς δεν έχουν επιτευχθεί, αν και από το μέσο του έτους 2000 είναι διαθέσιμα συστήματα με μια ικανότητα μεταφοράς 128 λάμδα σε μια ίνα.

Το DWDM έχει και διάφορα άλλα ξεχωριστά χαρακτηριστικά. Αυτά περιλαμβάνουν τη δυνατότητα ενίσχυσης όλων των μηκών κύματος αμέσως χωρίς να μεσολαβήσει η μετατροπή τους σε ηλεκτρικά σήματα, και τη δυνατότητα μεταφοράς σημάτων διαφορετικών ταχυτήτων και είδους διαφανώς πάνω από μία ίνα (ανεξαρτησία στο είδος πρωτοκόλλου και στο ρυθμό μετάδοσης).

Τα οπτικά σήματα αποσβένονται καθώς ταξιδεύουν μέσω της ίνας και πρέπει να αναπαραχθούν περιοδικά στα δίκτυα κορμού. Στα οπτικά δίκτυα SONET/SDH που χρησιμοποιούνταν ευρέως πριν από την εισαγωγή του DWDM, κάθε ξεχωριστή ίνα που μεταφέρει ένα μοναδικό οπτικό σήμα - τυπικά στα 2.5 Gbps - απαιτεί έναν χωριστό αναγεννητή ηλεκτρικού σήματος κάθε 60 έως 100 χλμ.

Η τεχνολογία που επιτρέπει την άμεση ενίσχυση ενός σήματος DWDM, είναι οι οπτικοί ενισχυτές. Οι οπτικοί ενισχυτές λειτουργούν σε μια συγκεκριμένη ζώνη του φάσματος συχνοτήτων και βελτιστοποιούνται για τη λειτουργία με τις υπάρχουσες ίνες, που καθιστά δυνατή την ενίσχυση των κυμάτων φωτός και με αυτόν τον τρόπο την αύξηση της διαδρομής τους χωρίς να είναι αναγκαία η μετατροπή τους ξανά σε ηλεκτρική μορφή.

Ένας μοναδικός οπτικός ενισχυτής μπορεί να ενισχύσει όλα τα κανάλια σε μια ίνα DWDM χωρίς να αποπολυπλέξει και να επεξεργαστεί το καθένα ξεχωριστά, με ένα κόστος που πλησιάζει αυτό ενός αναγεννητή. Ο οπτικός ενισχυτής ενισχύει μόνο τα σήματα - δεν τα αναδιαμορφώνει,

επαναχρονίζει και δεν τα αναμεταδίδει όπως ένας αναγεννητής - έτσι τα σήματα μπορεί ακόμα να χρειάζονται περιοδική αναγέννηση. Όμως ανάλογα με το σχεδιασμό του δικτύου, τα σήματα μπορούν τώρα να διαβιβαστούν από 600 μέχρι χιλιάδες χιλιόμετρα χωρίς αναγέννηση.

Έχουν γίνει επιδείξεις με ενισχυτές οπτικών-ινών εξαιρετικά ευρείας ζώνης που μπορούν να ενισχύσουν σήματα που μεταφέρουν πάνω από 100 κανάλια (ή μήκη κύματος) του φωτός. Ένα δίκτυο που χρησιμοποιεί έναν τέτοιο ενισχυτή θα μπορούσε εύκολα να χειριστεί ένα terabit πληροφορίας. Με αυτό το ρυθμό μετάδοσης, θα ήταν δυνατό να διαβιβαστούν τα σήματα των τηλεοπτικών καναλιών όλου του κόσμου ταυτόχρονα, ή περίπου μισό εκατομμύριο κινηματογραφικές ταινίες συγχρόνως.

Η σημασία του DWDM είναι τεράστια στο να δίνει την δυνατότητα στους πάροχους να παρέχουν όλο και περισσότερο εύρος ζώνης στους χρήστες. Το DWDM είναι κρίσιμο συστατικό των οπτικών δικτύων μιας και επιτρέπει μετάδοση video, πολυμέσων, δεδομένων και φωνής πάνω στην οπτική ίνα.

Φυσικά η έκρηξη στην ανάγκη των χρηστών για εύρος ζώνης, συνοδεύεται απαραίτητα κι από την αλλαγή των δικτύων των πάροχων. Οι ανάγκες των χρηστών καθιστούν απαραίτητο στους πάροχους να έχουν διάφορες οικονομικές τεχνολογίες εξαπλωμένες σ' όλο τους το δίκτυο.

Η χρήση του DWDM επιτρέπει στους πάροχους υπηρεσιών να προσφέρουν e-mail, video και πολυμέσα που να μεταφέρονται σαν δεδομένα Internet Protocol (IP), με ασύγχρονο τρόπο μεταφοράς (ATM), καθώς και φωνή που να μεταφέρεται πάνω σε SONET/SDH. Παρόλο που αυτά τα formats (IP, ATM και SONET/SDH) προσφέρουν μοναδικές δυνατότητες διαχείρισης του εύρους ζώνης, μπορούν και οι τρεις να μεταφερθούν πάνω στο οπτικό στρώμα, χρησιμοποιώντας DWDM. Έτσι οι πάροχοι, έχουν την ευελιξία μέσω ενός δικτύου να απαντούν στις απαιτήσεις των χρηστών.

Αρχίζοντας με την τεχνολογία DWDM, οι πάροχοι υπηρεσιών διαδικτύου μπορούν να εγκαταστήσουν μια επεκτάσιμη υποδομή που τους επιτρέπει να προσθέσουν νέα συστήματα TDM για σχεδόν απεριόριστες δυνατότητες επέκτασης. Το DWDM δίνει επίσης την ευελιξία να αυξηθεί η χωρητικότητα σε οποιοδήποτε μέρος του δικτύου, κάτι που δεν προσφέρει καμία άλλη τεχνολογία. Έτσι οι πάροχοι

μπορούν να αναγνωρίσουν συγκεκριμένες προβληματικές περιοχές που έχουν υπερφορτωθεί λόγω υψηλών αναγκών σε εύρος ζώνης.

Οι πάροχοι που ψάχνουν νέους και δημιουργικούς τρόπους κέρδους, ενώ παράλληλα να εξυπηρετούν και τις διαφορετικές ανάγκες των χρηστών τους, μπορούν επίσης να ωφεληθούν από την υποδομή του DWDM. Αυτό συμβαίνει γιατί μπορούν να διαχωρίσουν το δίκτυο τους, διατηρώντας διαφορετικά μήκη κύματος για διαφορετικούς χρήστες. Θα μπορούσαν για παράδειγμα να νοικιάσουν κάποια μήκη κύματος (αντί για ολόκληρη ίνα) σε πελάτες με υψηλές ανάγκες.

Η τεχνολογία DWDM είναι σχεδιασμένη για να δίνει την δυνατότητα στους πάροχους να ικανοποιούν τις ανάγκες των χρηστών τους για εύρος ζώνης. Αυτό σε συνδυασμό με το ότι είναι επεκτάσιμη, την καθιστούν ως τον καλύτερο τρόπο σχεδιασμού ενός δικτύου. Μάλιστα, οι συνεχείς εξελίξεις κι επεκτάσεις του δικτύου, ρίχνουν σημαντικά το αρχικό κόστος ενώ αναπτύσσουν και την υποδομή που θα τους υποστηρίξει μακροχρόνια.

2. MPLS (Multiprotocol Label Switching)

Η αύξηση του όγκου κίνησης στο διαδίκτυο είναι αποτέλεσμα της αύξησης του αριθμού των χρηστών που επικοινωνούν και της εισαγωγής νέων ευρυζωνικών υπηρεσιών όπως η διανομή βίντεο. Η ανάπτυξη στην κίνηση, η οποία αναμένεται να συνεχιστεί εξίσου καλά στο μέλλον, δίνει έμφαση στην ανάγκη για νέες λύσεις δικτύωσης που θα αξιοποιεί μεγαλύτερο μέρος τους εύρους ζώνης της οπτικής ίνας σε ένα εφικτό κόστος και με ευέλικτο τρόπο. Καθώς το πρωτόκολλο του Ίντερνετ είναι το κυρίαρχο πρωτόκολλο για υπηρεσίες δεδομένων, η βέλτιστη λύση θα είναι η ενσωμάτωση της λειτουργικότητας του IP πέρα από την WDM ένταξη.

Στην πράξη, η ανάπτυξη και η υιοθέτηση νέων λύσεων δικτύωσης οδηγείται από οικονομικούς και αγορανομικούς περιορισμούς. Συνεπώς, λύσεις που βασίζονται σε ευρέως διαδεδομένα πρωτόκολλα και αρχιτεκτονικές και παρατείνουν τη χρήση του υφιστάμενου εξοπλισμού είναι πιο πιθανό να εγκριθούν νωρίτερα και σε ευρύτερη κλίμακα. Επίσης, δεν μπορεί κανείς να αναμένει ότι μια ενιαία προσέγγιση για το IP πάνω από την ένταξη WDM θα επικρατήσει σε όλους τους άλλους ή ότι το σύνολο του δικτύου θα εξελίσσονται ταυτόχρονα και με ομοιόμορφο τρόπο. Οι υπάρχουσες αρχιτεκτονικές δικτύου αποτελούνται από έναν αριθμό επιπέδων: IP για την εκτέλεση εφαρμογών και υπηρεσιών, Asynchronous Transfer Mode (ATM) για την κυκλοφορία δεδομένων, ONET / SDH για μεταφορά και Dense Wavelength Division Multiplexing (DWDM) για χωρητικότητα.

Το πρωτόκολλο MPLS –Multi–Protocol Label Switching ξεκίνησε να αναπτύσσεται στα μέσα της δεκαετίας του ‘90 με στόχο την κάλυψη δύο αντικειμενικών απαιτήσεων: η πρώτη ήταν η βελτιωμένη αλληλεπίδραση του ATM με το IP μέσω της παροχής ενός μοναδικού πεδίου λειτουργικότητας ελέγχου –control plane που θα συνδύαζε τόσο τα ATM switches όσο και τους IP routers. Η δεύτερη απαίτηση αφορούσε την προσθήκη στο IP control plane επιπλέον χαρακτηριστικών λειτουργικότητας όπως traffic engineering κάνοντας χρήση της constrained–based δρομολόγησης που ήταν έτσι και αλλιώς υπάρχουσα στο πεδίο λειτουργικότητας του ATM. Η ιδέα ενός ενοποιημένου control plane για τα ATM switches και IP routers οδήγησε, λίγο αργότερα, στην γέννηση του Generalized Multi Protocol Label Switching –GMPLS που

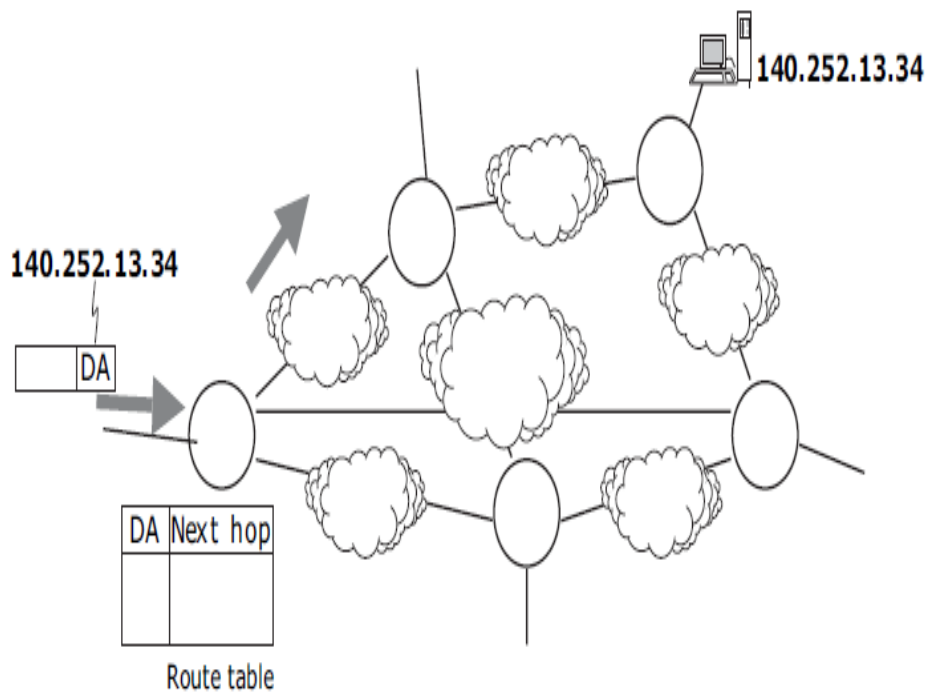
παρείχε ενιαίο πεδίο λειτουργικότητας ελέγχου όχι μόνο για ATM και IP αλλά και για οπτικές συσκευές επίσης, όπως optical cross connects – OXC's.

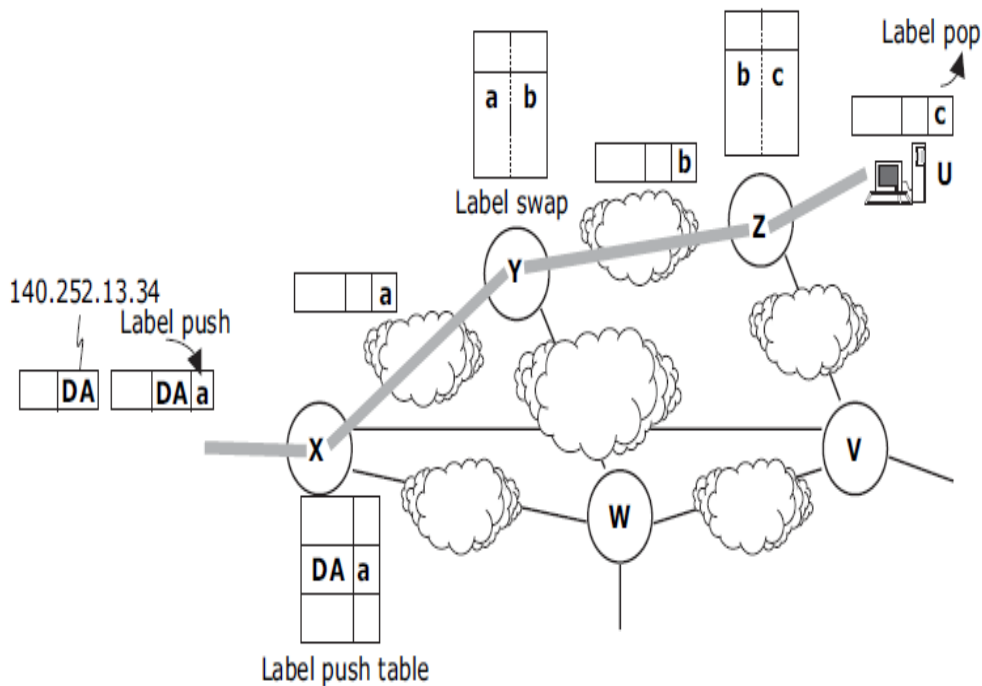
Ένας από τους πιο αντιπροσωπευτικούς τρόπους υπολογισμού του επόμενου hop δρομολόγησης στο ip routing table κατά την μετάδοση IP πακέτων αυτούς είναι η longest–prefix match μέθοδος. Ωστόσο, όταν το IP routing table γίνεται μεγάλο, κάτι που ισχύει κατά κόρον για τα σημερινά δίκτυα δεδομένων, όσο μάλιστα κλιμακώνονται περισσότερο, η μέθοδος αυτή χρησιμοποιεί την τεχνική του Patricia tree για αναζήτηση στον πίνακα δρομολόγησης. Κάτι τέτοιο όμως αποδεικνύεται ασύμφορο από άποψη ταχύτητας για τους δρομολογητές. Για την επίλυση του συγκεκριμένου προβλήματος εισήχθη η αντίληψη του MPLS στην IP μετάδοση πακέτων.

Στο MPLS αντί να γίνεται αναζήτηση στο πίνακα δρομολόγησης βάσει μίας διεύθυνσης προορισμού στην IP επικεφαλίδα σαν κλειδί, μια ετικέτα –label εισάγεται σε κάθε πακέτο και η επόμενη διεύθυνση προσδιορίζεται ψάχνοντας για αυτή την ετικέτα σε έναν πίνακα μετάδοσης. Σε αντίθεση με το IP που είναι ασυνδεσμικό – connectionless, το MPLS είναι συνδεσμοστεφής τεχνολογία – connection-oriented. Εγκαθιστά καταρχήν μια εικονική σύνδεση –virtual connection ανάμεσα στα start και end points, και εκτελεί μετάδοση πακέτων πάνω σε αυτή την εικονική σύνδεση. Το Label χρησιμοποιείται για να αναγνωρίσει την σύνδεση αυτή. Στην εικόνα 2.1(a) διακρίνεται η βασική αρχή της IP datagram επικοινωνίας (connectionless). Η διεύθυνση προορισμού (DA = 140. 252. 13. 34) γράφεται στην επικεφαλίδα του πακέτου. Συγκεκριμένα η διεύθυνση αυτή προσδιορίζει μια μοναδική τιμή σε ολόκληρο το δίκτυο, ενώ διαφορετική τιμή αποδίδεται σε κάθε κόμβο του δικτύου. Κάθε δρομολογητής διατηρεί έναν δικό του πίνακα δρομολόγησης όπου η σχέση ανάμεσα στη διεύθυνση προορισμού και τον επόμενο κόμβο καταγράφεται. Όταν ένα πακέτο φθάσει στον router, αυτός ψάχνει τον πίνακά του χρησιμοποιώντας το destination address που εξάγεται από την IP επικεφαλίδα του πακέτου ως κλειδί αναζήτησης, και προσδιορίζει τον επόμενο hop. Εκτελώντας αυτή τη διαδικασία επαναληπτικά σε κάθε δρομολογητή, το πακέτο παραλαμβάνεται από τον τελικό παραλήπτη.

Σε αντίθεση με αυτή τη διαδικασία, στην εικόνα 2.1(b) παρατηρούμε τον βασικό μηχανισμό της συνδεσμοστρεφούς επικοινωνίας βασισμένης στο εικονικό κύκλωμα.

(α) Βασική αρχή της IP datagram επικοινωνίας (connectionless)





Εικόνα 2. 1 Σύγκριση IP και MPLS μεταφοράς

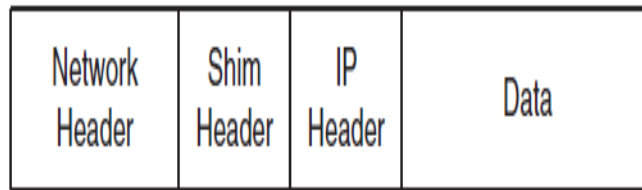
(β) Μηχανισμός της συνδεοστρεφούς επικοινωνίας μέσω εικονικού κυκλώματος

Σε αυτή τη περίπτωση μια ετικέτα εισάγεται στην επικεφαλίδα ενός πακέτου. Αυτή η ετικέτα – label δεν απαιτείται να είναι μοναδική σε όλο το δίκτυο. Αντίθετα είναι δυνατό να είναι μοναδική στην εκάστοτε γραμμή σύνδεσης. Εδώ θα πρέπει να τονιστεί ότι στην datagram επικοινωνία μια διεύθυνση χρησιμοποιείται για να αναγνωριστεί ένας host, ενώ στις virtual circuit επικοινωνίες μέσω μιας ετικέτας αναγνωρίζεται μια ροή κίνησης – traffic flow. Μάλιστα στην τελευταία περίπτωση κάθε κόμβος που αναλαμβάνει καθήκοντα δρομολόγησης καλείται μεταγωγέας – switch σε αντιδιαστολή με τους routers στις IP επικοινωνίες. Το switch ψάχνει τον πίνακα ετικέτας του χρησιμοποιώντας το εξαγόμενο label από το πακέτο που φθάνει στην σύνδεση εισόδου, ως κλειδί αναζήτησης. Έπειτα αντικαθιστά την ετικέτα

της επικεφαλίδας του πακέτου με αυτήν της γραμμής εξόδου, και μεταφέρει το πακέτο στον επόμενο hop.

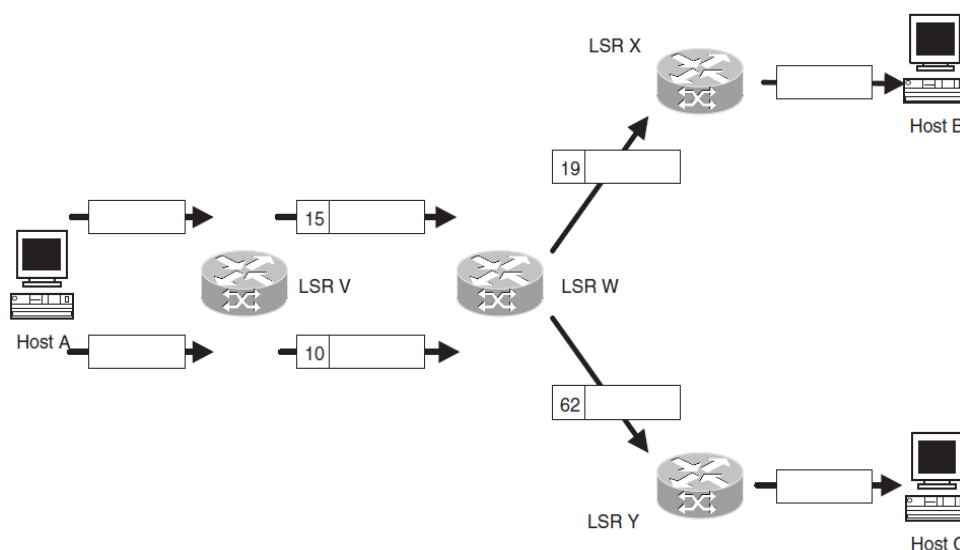
Εκείνο που αναδεικνύει τη σημασία του μηχανισμού του MPLS είναι η άψογη συνεργασία του με τη παραδοσιακή IP datagram επικοινωνία. Όταν πακέτα εισέρχονται από ένα IP σε ένα MPLS δίκτυο, μια ετικέτα εισάγεται σε αυτά ώστε να μεταδοθούν με τον μηχανισμό virtual circuit. Αργότερα κατά την έξοδό τους από το MPLS δίκτυο αυτή η ετικέτα αφαιρείται, και η ασυνδεδεσμένη μετάδοση επανέρχεται. Σε ένα MPLS δίκτυο κάθε κόμβος καλείται label – switch router (LSR). Μάλιστα ένας LSR που βρίσκεται στα σύνορα του δικτύου καλείται label – edge router (LER), ενώ μία εικονική σύνδεση ονομάζεται label – switch path (LSP).

Μια MPLS ετικέτα εισάγεται δυναμικά κάθε φορά που εγκαθιδρύεται ένα LSP μονοπάτι. Μάλιστα ο πίνακας ετικετών κάθε LSP περιέχει όλες τις απαραίτητες πληροφορίες ενός μονοπατιού καθώς και τις ετικέτες για τον διαχωρισμό των LSP's, που στις περισσότερες περιπτώσεις είναι κάποιος αριθμός για την αναγνώριση των εικονικών κυκλωμάτων. Ως αποτέλεσμα καθίσταται εφικτό να γίνεται αναζήτηση στο label table χρησιμοποιώντας την ετικέτα ως κλειδί, και έτσι να διευκολύνεται η ταχεία εύρεση στον πίνακα δρομολόγησης. Έτσι μέθοδοι όπως longest – prefix match και patricia tree για αναζήτηση στους IP πίνακες δρομολόγησης γίνονται λιγότερο απαραίτητοι. Η MPLS ετικέτα αποτελεί ένα μικρού μεγέθους, και καθορισμένου μήκους label, που εισάγεται σε κάθε πακέτο προς μετάδοση ώστε να προωθείται εύκολα στο δίκτυο. Αυτή η επιπρόσθετη ποσότητα πληροφορίας που εισάγεται καλείται shim header, είναι 20-bit, και τοποθετείται ανάμεσα στο Network Protocol Header και στο IP Header, όπως φαίνεται και στην εικόνα 2.2. Ο πίνακας ετικετών που προαναφέραμε καλείται Label Forwarding Information Base – LFIB και περιέχει αντιστοιχίσεις της μορφής {incoming interface, incoming label} σε {outgoing interface, outgoing label}. Η μόνη πολυπλοκότητα υπάρχει στον ingress – σημείου εισόδου LER, όπου θα πρέπει να κατηγοριοποιήσει κάθε πακέτο ανάλογα με τον προορισμό του και την αντίστοιχη παρεχόμενη πολιτική ποιότητας υπηρεσιών. Σε όλους τους υπόλοιπους κόμβους η διαδικασία είναι προβλεπόμενη καθώς οι αντιστοιχίσεις στους πίνακες LFIB's που αναφέραμε είναι στατικές, και εκ των προτέρων γνωστές.



Εικόνα 2. 2 Το σημείο εισόδου του shim header στο IP πακέτο

Στην εικόνα 2.3 έχουμε τώρα ένα παράδειγμα δύο Label Switched Path μονοπατιών. Το MPLS δίκτυο αποτελείται από τέσσερις LSR's που προωθούν τα πακέτα. Ο Host A στέλνει IP πακέτα στον LSR V. Ο συγκεκριμένος είναι ingress LSR, κάνει την κατηγοριοποίηση των πακέτων βάσει του τελικού τους προορισμού, τα αντιστοιχίζει σε ένα LSP, και εισάγει σε αυτά ετικέτα. Από τα πακέτα που στέλνει ο Host A, αυτά που προορίζονται για τον Host B αποκτούν την ετικέτα 15, ενώ αυτά για τον Host C την ετικέτα 10. Στον LSR W εξετάζονται οι αντιστοιχίσεις του πίνακα ετικετών του, για τον προσδιορισμό της εξερχόμενης ετικέτας και interface. Τα labels που είχαν εισαχθεί προηγουμένως τώρα αντικαθίστανται με καινούργια, γίνονται swapped, και προωθούνται στα αντίστοιχα interface εξόδου. Έτσι τα πακέτα με το label 15 οδηγούνται στον LSR X με νέα ετικέτα την 19, ενώ αυτά με label 10 στον LSR Y με καινούργιο label το 62. Τέλος οι LSR's αυτοί είναι egress, δηλαδή αφαιρούν το shim header, και προωθούν τα πακέτα στο IP επίπεδο.



Εικόνα 2. 3 Label Switch Paths (LSP's)

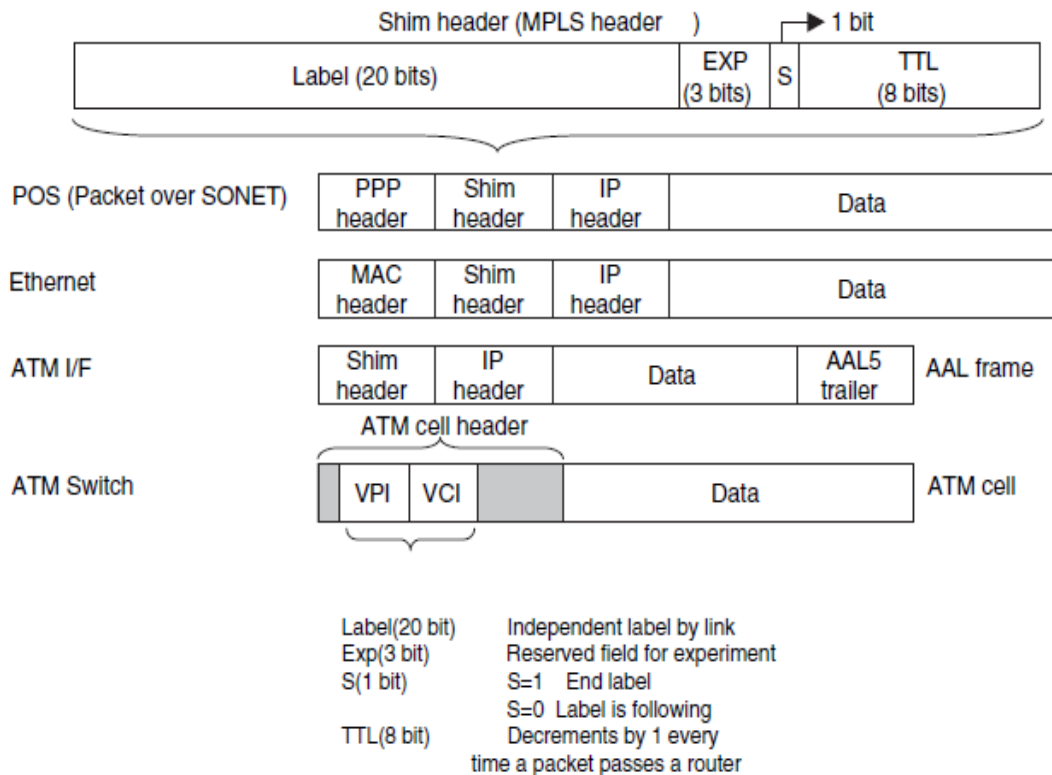
Πακέτα με την ίδια ετικέτα – label μεταχειρίζονται με την ίδια διαδικασία μετάδοσης σε ένα MPLS δίκτυο. Αυτή η διαδικασία καλείται κλάση ισοδύναμης προώθησης –Forwarding Equivalence Class (FEC). Όταν πακέτα εισέρχονται στο δίκτυο, ο ingress label switch router αποφασίζει σε ποιά κλάση ισοδύναμης προώθησης ανήκουν αυτά τα πακέτα. Αυτά που θα προωθηθούν στο ίδιο egress σημείο, πάνω στο ίδιο μονοπάτι και με την ίδια διαδικασία μεταφοράς λέμε ότι ανήκουν στην ίδια κλάση FEC. Μάλιστα είναι δυνατόν να αλλάξουμε τον μηχανισμό αυτό μεταφοράς , π.χ. σε TCP πρωτόκολλο, προσδιορίζοντας ένα εκάστοτε TCP/UDP port number ανά εφαρμογή για κάθε FEC , όπως φαίνεται και στο πίνακα 32, κάτι βέβαια που φάνταζε δύσκολο να υλοποιηθεί στην συμβατική IP datagram επικοινωνία.

	SA	DA	SP	DP	PID
FEC 1	—	141.72.168.0/24	—	—	—
FEC 2	192.168.32.6/24	141.72.168.0/24	—	—	—
FEC 3	192.168.32.0/24	141.72.168.0/24	—	80	TCP

Εικόνα 2. 4 Παραδείγματα FEC

Όπως επισημάνθηκε και προηγουμένως μια MPLS ετικέτα επισυνάπτεται σε ένα πεδίο που καλείται Shim header, που είναι μία 32-bit επικεφαλίδα τοποθετούμενη με τη σειρά της στο IP πακέτο. Αυτή η επιπρόσθετη ποσότητα πληροφορίας αποτελείται από το περιεχόμενο της ετικέτας label value (20 bits), ένα Exp bit (3 bits), ένα stack-indication bit (1 bit), και το TTL πεδίο (8 bits). Το EXP bit είναι δεσμευμένο για μελλοντική χρήση και χρησιμοποιείται για αντιστοίχιση κλάσεων υπηρεσιών κατά τον προσδιορισμό της ποιότητας υπηρεσιών QoS σε ένα IP/MPLS δίκτυο. Το stack-indication bit χαρακτηρίζει την σωρό ετικετών. Είναι εφικτό να δημιουργήσουμε αυτή τη σωρό με το να αντιστοιχηθούν πολλαπλές ετικέτες σε ένα IP πακέτο. Εάν αυτό το bit έχει τεθεί η ετικέτα βρίσκεται στο τέλος της σωρού. Το TTL πεδίο έχει τον ίδιο ρόλο με αυτόν στο IP πακέτο, και χρησιμοποιείται να εμποδίζει τα πακέτα από το να κυκλοφορούν επ’ άπειρον στο δίκτυο έπειτα από

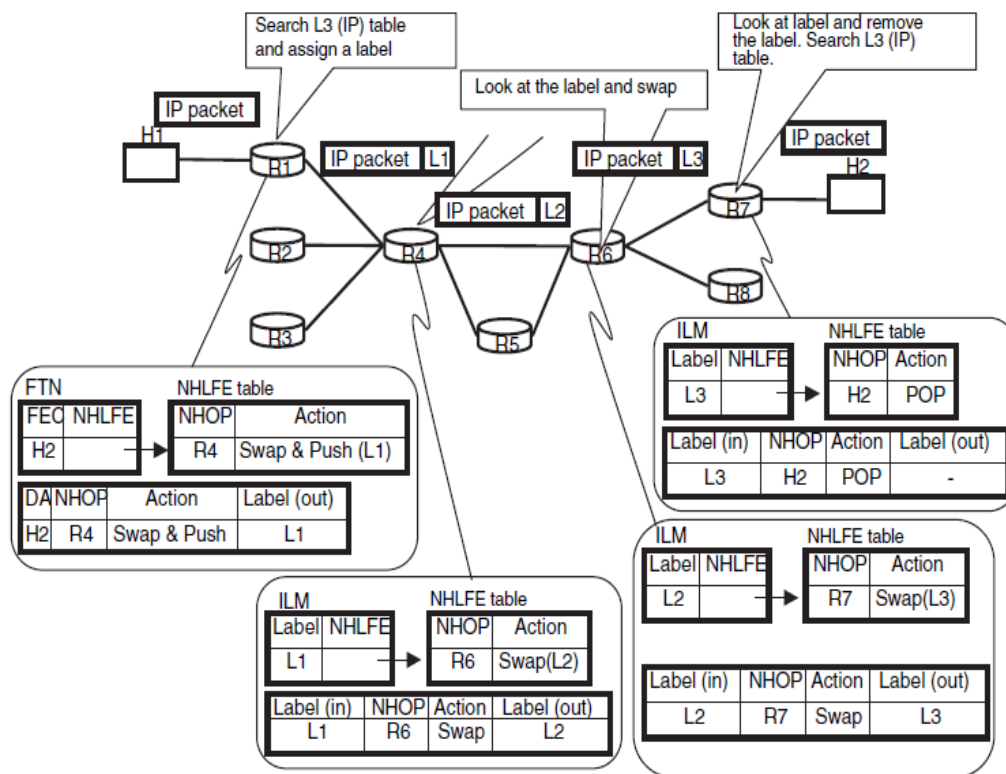
πρόκληση transmission loops –βρόχων μετάδοσης. Κάθε φορά που εισέρχεται ένα πακέτο στο MPLS δίκτυο, το TTL περιεχόμενο της MPLS επικεφαλίδας μειώνεται κατά 1 , σε κάθε μετάδοση του πακέτου, μέχρι να μηδενιστεί, οπότε και απορρίπτεται από το δίκτυο. Τέλος, στη περίπτωση που χρησιμοποιήσουμε τη τεχνολογία ATM στο επίπεδο 2, είναι δυνατό να πάρουμε το VPI/VCI πεδίο ως MPLS ετικέτα, ενώ εάν κάνουμε χρήση Frame Relay, μπορούμε να πάρουμε το DLCI.



Εικόνα 2. 5 Ενθυλάκωση MPLS ετικέτας στα παραδοσιακά πρωτόκολλα μεταφοράς

Υπάρχουν τρεις τύποι πινάκων ετικετών: NHLFE, FTN και ILM. Ο πρώτος τύπος NHLFE –Next Hop Label Forwarding Entry είναι ένας πίνακας που περιγράφει την σχετιζόμενη με τα MPLS πακέτα διαδικασία. Σε κάθε καταχώρηση στον πίνακα αυτόν πληροφορία όπως ο επόμενος κόμβος και πως να επεξεργαστεί η εκάστοτε ετικέτα καταγράφεται. Οι διαθέσιμες επιλογές για την επεξεργασία της ετικέτας είναι: label exchanging, label hopping, και label pushing. Ο δεύτερος τύπος FTN – FEC-to-NHLFE αποτελεί ένα πίνακα που αντιστοιχίζει το FEC στο NHLFE, και χρησιμοποιείται να αποδίδει ετικέτα σε ένα πακέτο που δεν διαθέτει ακόμα. Ο τελευταίος πίνακας ILM –Incoming Label Mapping

αντιστοιχίζει την ετικέτα στο NHLFE και αποφασίζει τον διαθέσιμο τρόπο επεξεργασίας της. Στην εικόνα 1.6 βλέπουμε ένα παράδειγμα και των τριών τρόπων επεξεργασίας ετικέτας. Οι R1 και R7 είναι LER's, ενώ οι R4 και R6 LSR's. Ο H1 μεταδίδει IP πακέτα που προορίζονται στον R1 και H2, ενώ ο R1 αρχικά κάνει αναζήτηση στον FTN πίνακα και αποφασίζει την NHLFE καταχώρηση που αντιστοιχεί στην κλάση ισοδύναμης προώθησης FEC με προορισμό τον H2. Σε αυτή τη καταχώρηση καταγράφεται ότι ο επόμενος κόμβος NHOP είναι ο R4, και ότι πρέπει να τοποθετηθεί η ετικέτα L1 (Swap&Push(L1)). Έτσι ο R1 με βάση αυτές τις πληροφορίες μεταφέρει τα IP πακέτα στον R4. Στους επόμενους δύο ενδιαμέσους κόμβους R6 και R7 επαναλαμβάνεται η ίδια διαδικασία αλλά με ενέργειες επεξεργασίας Swapping στις αντίστοιχες ετικέτες, αυτή τη φορά. Τέλος η τελευταία διαδικασία που εκτελείται πάνω στην ετικέτα είναι μία πράξη Pop , δηλαδή αφαίρεση ετικέτας από τον Edge Router R7. Εδώ να σημειώσουμε ότι στο MPLS είναι εφικτό να τοποθετηθούν οποιοσδήποτε αριθμός από ετικέτες στα IP πακέτα. Με αυτόν τον τρόπο δημιουργείται ένα ιεραρχικό LSP δίκτυο μέσω του label stacking , δηλαδή του σωρού ετικετών.



Εικόνα 2. 6 Label Stack επεξεργασία (Exchange, Push, and Pop)

Στο σημείο εξόδου –egress στο MPLS δίκτυο, δύο τύποι αναζήτησης απαιτούνται: label–table αναζήτηση και IP route–table αναζήτηση. Για την επιτάχυνση της διαδικασίας αυτής έχει προταθεί μία μέθοδος που καλείται Penultimate–hop popping (PHP). Στον αμέσως προηγούμενο κόμβο πριν τον LER εξόδου, αφού γίνει η αναζήτηση στον πίνακα ετικετών, τοποθετείται η ετικέτα εξόδου και τα πακέτα προωθούνται στον egress router. Επειδή έτσι και αλλιώς η διαδικασία Popping πραγματοποιείται στον LER ταυτόχρονα με το IP routing table searching, για μείωση του επιπλέον φορτίου κίνησης και άρα για αύξηση της ταχύτητας προτείνεται η αφαίρεση της ετικέτας να γίνεται στον LSR ένα hop πριν τον exit–side LER, και η IP αναζήτηση να πραγματοποιείται κανονικά στον τελευταίο.

Τέλος να αναφέρουμε ότι υπάρχουν δύο τύποι μονοπατιών που μπορούν να εγκατασταθούν για ένα LSP :hop–by–hop τύπος LSP, και explicit–route τύπος LSP. Στην πρώτη κατηγορία σε οποιαδήποτε αλλαγή της τοπολογίας στο δίκτυο, ή σε αλλαγή της πολιτικής δρομολόγησης, το LSP μονοπάτι μπορεί να αλλάξει. Στο explicit–route αντιθετα LSP το μονοπάτι είναι προκαθορισμένο. Αυτός ο τύπος χρησιμοποιείται κυρίως για μηχανισμούς και πολιτικές traffic engineering.

Μέχρι στιγμής έχουμε δει πώς το MPLS χρησιμοποιεί ετικέτες για την πραγματοποίηση του forwarding των πακέτων, αλλά μένει ακόμη να ξεκαθαρίσουμε πώς οι δεσμεύσεις μεταξύ labels και FECs διανέμονται σε ολόκληρο το δίκτυο. Εφόσον η μη αυτόματη παραμετροποίηση δεν είναι η βέλτιστη επιλογή, είναι ξεκάθαρη η ανάγκη για την εύρεση ενός πρωτοκόλλου ώστε να ανακτά αυτή τη πληροφορία. Από μία πρακτική οπτική γωνία υπάρχουν 2 επιλογές: (α) να υλοποιηθεί ένα νέο πρωτόκολλο που θα διανέμει τις δεσμεύσεις ετικετών ή (β) να επεκταθεί ένα ήδη υπάρχον που θα μεταφέρει τις ετικέτες μαζί με πληροφορία δρομολόγησης. Για την επίτευξη ενός μεγαλύτερου συμβιβασμού, η κοινότητα τυποποίησης εφάρμοσε το πρωτόκολλο LDP –Label Distribution Protocol, και ταυτόχρονα επέκτεινε δυο προϋπάρχοντα το RSVP – Resource Reservation Protocol και το BGP –Border Gateway Protocol.

Το Label Distribution Protocol είναι προϊόν εργασίας του MPLS Working Group της IETF. Αντίθετα με τα υπάρχοντα RSVP και BGP που επεκτάθηκαν ώστε να υποστηρίζουν label distribution, το LDP είναι σχεδιασμένο εξειδικευμένα γι' αυτό το σκοπό. Το πρωτόκολλο αυτό δεν επιχειρεί να πραγματοποιήσει λειτουργίες δρομολόγησης και γι' αυτούς

τους ρόλους βασίζεται σε ένα Interior Gateway Protocol –IGP. Μάλιστα στην αρχική του έκδοση ορίστηκε να εγκαθιδρύει LSP's για κλάσεις ισοδύναμης προώθησης FEC που αναπαριστούσαν IPv4 ή IPv6 διευθύνσεις. Ο πυρήνας λειτουργικότητας του LDP βασίζεται σε ανταλλαγή μηνυμάτων μεταξύ κόμβων του δικτύου. Οι υποψήφιοι γείτονες ανιχνεύονται αυτόματα μέσω της πολυεκπομπής HELLO μηνυμάτων σε μια καθορισμένη UDP θύρα. Μόλις ένας υποψήφιος γείτονας ανακαλυφθεί, μία TCP σύνδεση εγκαθιδρύεται και η περίοδος LDP ξεκινάει. Έπειτα από την φάση αρχικοποίησης μεταξύ των κόμβων, αυτοί ανταλλάσσουν πληροφορία σχετικά με τις δεσμεύσεις των ετικετών με τις κλάσεις FEC's πάνω στην TCP σύνδεση αυτή. Στην απουσία περιοδικής πληροφορίας ανάμεσα στους κόμβους, αποστέλλονται μηνύματα keepalive για την συντήρηση της σύνδεσης. Ο κυρίαρχος κανόνας της λειτουργίας του LDP είναι ότι εάν για παράδειγμα ο LSR A λάβει την αντιστοίχιση της ετικέτας L για την FEC κλάση F από τον γειτονικό του κόμβο LSR B, θα χρησιμοποιήσει την ετικέτα αυτή για λόγους προώθησης αν και μόνο αν ο B ανήκει στο IGP συντομότερο μονοπάτι με προορισμό το F. Φυσικά ο κύριος λόγος της διανομής των δεσμεύσεων αυτών μεταξύ ετικετών και FEC's είναι η εγκαθίδρυση των LSP's μονοπατιών στο δίκτυο. Είναι προφανές ότι η επιλογή των FEC's που θα διανεμηθούν καθορίζει και την επιλογή του αντίστοιχου LSP που θα εγκατασταθεί. Γι' αυτό το σκοπό έχουν προταθεί διάφορες πολιτικές που μπορούν μάλιστα να συνυπάρχουν στην ίδια τοπολογία.

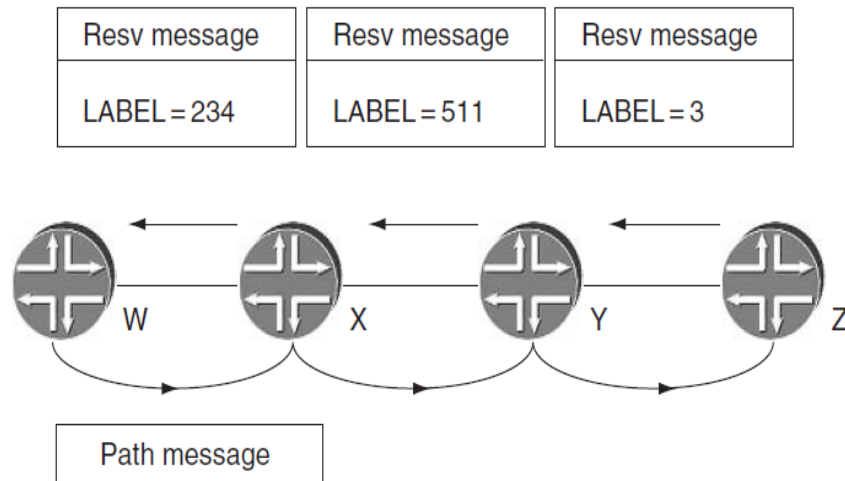
Ένα πολύ σημαντικό ζήτημα όσον αφορά το ποιός αναθέτει τις ετικέτες, δηλαδή το label distribution mode, είναι ότι κατά το χτίσιμο του πίνακα πρόωθησης, εάν θα πρέπει να παίρνουμε το τοπικά επιλεγόμενο label ως εισερχόμενη ή εξερχόμενη ετικέτα. Η MPLS αρχιτεκτονική κάνει χρήση του downstream label assignment, που σημαίνει ότι ο router περιμένει να λάβει τη κίνηση με την ετικέτα που πήρε από το τοπικό πίνακα. Στο MPLS δίκτυο η κίνηση κατευθύνεται προς την αντίθετη πορεία από την διανομή ετικετών. Αυτή άλλωστε είναι και η downstream λογική που εξηγήσαμε.

Ένας εναλλακτικός μηχανισμός για την διανομή ετικετών στα LSP's μονοπάτια μεταφορών βασίζεται στο Resource Reservation Protocol – RSVP. Το συγκεκριμένο πρωτόκολλο επινοήθηκε πριν ακόμη γεννηθεί το MPLS και χρησιμοποιήθηκε αρχικά σαν ένα σχήμα για τη δημιουργία δεσμεύσεων εύρους ζώνης για μεμονωμένες ροές κίνησης σαν μέλος του

λεγόμενου int-serv μοντέλου. Παρά ωστόσο τα αρχικά προβλήματα κλιμάκωσής του, στο περιεχόμενο του MPLS, το RSVP επεκτάθηκε ώστε να υποστηρίζει την δημιουργία και συντήρηση των LSP's , και να πραγματοποιεί τις αντίστοιχες δεσμεύσεις ταχύτητας. Τα όποια θέματα κλιμάκωσης που παρουσιάζονταν αρχικά, τώρα εμφανίζουν μειωμένη βαρύτητα επειδή η όλη κίνηση αντιστοιχίζεται πλέον σε ένα μοναδικό LSP, το οποίο με τη σειρά του απαιτεί μόνο μια RSVP σύνοδο που περιλαμβάνει πολλές end-to-end ροές. Το σημαντικό εκείνο σημείο που διακρίνει το RSVP είναι ότι ένα LSP σηματοδοτούμενο με το συγκεκριμένο πρωτόκολλο ελέγχου, δεν ακολουθεί κατ' ανάγκη τις απαιτήσεις καθορισμού μονοπατιού από το IGP. Το RSVP διαθέτει αποκλειστικές ιδιότητες δρομολόγησης στο βαθμό που ο ingress router καθορίζει ολόκληρο το από άκρου σε άκρου μονοπάτι που πρέπει να ακολουθήσει το LSP, ή τους ενδιάμεσους κόμβους που πρέπει να διασχίσει.

Η δημιουργία του RSVP-σηματοδοτούμενου LSP μονοπατιού ξεκινάει από τον ingress LER. Αυτός στέλνει το RSVP path μήνυμα. Η διεύθυνση προορισμού του μηνύματος αυτού είναι ο egress LER. Ενδεικτικά τα πεδία που περιέχει το Path message είναι τα ακόλουθα:

- 1. Label Request Object.** Κάνει αίτηση για μία MPLS ετικέτα για το μονοπάτι. Σαν αποτέλεσμα ο egress και οι ενδιάμεσοι routers κάνουν κατανομή της ετικέτας για το συγκεκριμένο LSP.
- 2. Explicit Route Object (ERO).** Το ERO πεδίο περιέχει τις διευθύνσεις των κόμβων που περνάει το LSP.
- 3. Record Route Object (RRO).** Το RRO απαιτεί την καταγραφή των διευθύνσεων των transit hops από τα οποία περνάει το LSP μονοπάτι. Με αυτό το τρόπο ένας router μπορεί να εντοπίσει routing loops – ατέρμονους βρόχους δρομολόγησης σε περίπτωση που εντοπίσει την διεύθυνσή του στο RRO.
- 4. Sender TSpec.** Το πεδίο αυτό ζητάει από τον ingress router να ζητήσει δεσμεύσεις bandwidth.



Εικόνα 2. 7 Ανταλλαγή RSVP Path και Resv μηνυμάτων

Σε απάντηση στο Path message, ο egress router στέλνει ένα Resv μήνυμα. Εδώ να σημειώσουμε ότι ο router αυτός απευθύνει το μήνυμα στους διαδοχικούς του κόμβους με τρόπο upstream –ανοδικό, αντί να το αποστέλλει κατευθείαν στη πηγή. Με αυτό το τρόπο κάθε LSR που ανήκει στο συγκεκριμένο μονοπάτι επαναλαμβάνει την ίδια διαδικασία. Το RSVP απαιτεί περιοδικά ανταλλαγή μηνυμάτων από τη στιγμή που εγκαθιδρυθεί ένα LSP μονοπάτι ώστε να συντηρεί –refresh τη κατάστασή του. Αυτό επιτυγχάνεται με την εκατέρωθεν αποστολή Path και Resv μηνυμάτων για κάθε ενεργό μονοπάτι. Εάν ο router δεν λάβει ένα συγκεκριμένο αριθμό μηνυμάτων για ένα καθορισμένο LSP, τότε το θεωρεί μη απαραίτητο (ενεργό), και αφαιρεί όλες τις καταστάσεις του όπως πίνακες προώθησης και δεσμεύσεις bandwidth. Μάλιστα το RSVP διαθέτει και ένα μηχανισμό ανίχνευσης αστοχίας κόμβου, κατά τον οποίο hello μηνύματα στέλνονται περιοδικά μεταξύ των κόμβων του δικτύου. Με την πάροδο κάποιου χρονικού διαστήματος, συνήθως μεγάλου, ένας κόμβος ανιχνεύει την κατάρρευση κάποιου γείτονά του μέσα από το timeout –χρονική λήξη των RSVP συνόδων.

2.1 CONSTRAINT–BASED Καθορισμός Μονοπατιού

Ο μηχανισμός καθορισμού μονοπατιού του GMPLS αναμένεται να λαμβάνει υπόψη όλες τις προτιμήσεις των χρηστών αναφορικά τόσο με

την επιλογή των working paths, όσο και των βέλτιστων εκείνων μονοπατιών που θα καθίστανται διαθέσιμα μετά από μια αστοχία κάποιου δικτυακού πόρου. Οι αλγόριθμοι δρομολόγησης που επισημάνθηκαν στη προηγούμενη ενότητα έχουν το πρόβλημα ότι επιτρέπουν πολύ μικρό έλεγχο του χρήστη πάνω στην επιλογή του μονοπατιού. Για παράδειγμα, αυτοί επιστρέφουν μόνο συντομότερα μονοπάτια, ενώ για τον χρήστη σημασία μπορεί να έχουν κάποια paths τα οποία αποφεύγουν εσκεμμένα ορισμένους κόμβους και ακμές είτε λόγω των επιλεγμένων πολιτικών τοπολογίας, είτε επειδή κάποιες από αυτές ενδεχομένως έχουν υποστεί βλάβη. Ακόμη και σε αυτή τη περίπτωση, για όλους αυτούς τους λόγους, περισσότερο νόημα για το χρήστη μπορεί να έχει ένα λιγότερο σύντομο μονοπάτι.

Ένας δεύτερος λόγος οπου ένα μονοπάτι που επιστρέφεται από τους προηγούμενους αλγορίθμους δεν είναι η καταλληλότερη επιλογή για μια υπηρεσία, είναι ότι κάποιες ακμές του μπορεί να μην έχουν επαρκείς πόρους να μεταφέρουν την κίνηση ανάμεσα σε διαδοχικούς κόμβους. Καθίσταται επομένως επιτακτική η ανάγκη για constraint – based αλγορίθμους καθορισμού μονοπατιού, οι οποίοι επιτρέπουν σε έννοιες όπως διαθέσιμο εύρος ζώνης γραμμής, ικανότητες προστασίας σύνδεσης, και διαθέσιμοι πόροι να λαμβάνονται σημαντικά υπόψη κατά την επιλογή του μονοπατιού.

Μέχρι τώρα, ο μοναδικός περιορισμός – constraint που εισάγαμε για τον καθορισμό του μονοπατιού ήταν το κόστος της σύνδεσης που αναπαρίστανε το βάρος μίας ακμής στον αντίστοιχο γράφο. Επειδή είναι πρακτικά αδύνατο να εκφραστούν όλες οι απαιτήσεις των χρηστών με μια μόνο μεταβλητή, ένα σύνολο από πολλαπλά attributes πρέπει να σχετιστεί με μία TE γραμμή, και να διαφημιστεί από το κατάλληλο TE πρωτόκολλο δρομολόγησης (OSPF-TE ή ISIS-TE). Συνήθως οι ακόλουθοι χαρακτηρισμοί σχετίζονται με μια σύνδεση:

- **Τύπος προστασίας.** Αυτό το πεδίο περιγράφει ποιές τεχνικές προστασίας είναι εφαρμόσιμες σε μία σύνδεση, ώστε η επιλογή μονοπατιού να περιορίζεται σε συνδέσμους με κάποιο αποδεκτό επίπεδο προστασίας και ανάκαμψης.
- **Shared Risk Link Groups (SRLGs).** Ένα σύνολο από γραμμές μπορεί να ανήκει στο ίδιο SRLG όπου αντιστοιχίζεται ένας πόρος του οποίου η αστοχία μπορεί να επηρεάσει όλες αυτές τις συνδέσεις. Έτσι ο περιορισμός της επιλογής του μονοπατιού

καθορίζεται από τους συνδέσμους που δεν μοιράζονται κοινούς πόρους.

- **Τεχνικές μεταγωγής γραμμής.** Ο τρόπος καθορισμού του μονοπατιού εξαρτάται από τις εκάστοτε τεχνικές με τις οποίες μεταχειρίζονται τα πακέτα δεδομένων οι διάφοροι σύνδεσμοι, για παράδειγμα Ethernet πακέτα, SDH φορτίο, κ. τ. π.
- **Data encoding type.** Αυτός ο χαρακτηρισμός επιτρέπει να επιλέγεται το path κατά τέτοιο τρόπο ώστε να λαμβάνει υπόψη τα δεδομένα του χρήστη με ένα συγκεκριμένο format.
- **Maximum Unreserved LSP Bandwidth.** Είναι ένα πεδίο που υποδεικνύει πόσο διαθέσιμο εύρος ζώνης υπάρχει σε μια σύνδεση για μια νέα υπηρεσία με συγκεκριμένο επίπεδο προτεραιότητας.
- **Resource Class.** Υποδεικνύει ορισμένα χαρακτηριστικά ποιότητας του συνδέσμου στον μηχανισμό καθορισμού του μονοπατιού ώστε να επιλέγεται το path εκείνο ενός συγκεκριμένου τύπου τέτοιων χαρακτηριστικών.

Στη πράξη, επιθυμούμε να καθορίσουμε μονοπάτια τα οποία δεν είναι απλά βέλτιστα μόνο από την οπτική μεριά πολλαπλών κριτηρίων, αλλά που καταναλώνουν τους ελάχιστους πόρους και είναι επαρκή για τις περισσότερες δικτυακές υπηρεσίες.

Να σημειώσουμε σε αυτό το σημείο ότι ειδικά στα πλαίσια του GMPLS πρωτοκόλλου, επειδή ακριβώς επιλέγουμε συνήθως οπτικά μονοπάτια, υπάρχουν ορισμένες προδιαγραφές οι οποίες πρέπει να πληρούνται για τον καθορισμό ενός optical path.

Η ποιότητα ενός οπτικού σήματος χαρακτηρίζεται από δύο μετρικές: optical signal noise ratio (OSNR), και end – to – end διασπορά – dispersion (εύρος οπτικού παλμού). Οι δύο αυτές παράμετροι επηρεάζουν άμεσα το service bit error rate (BER), που είναι η QoS παράμετρος ορατή από το χρήστη. Άλλες επίσης σημαντικές μετρικές που πρέπει να λαμβάνονται υπόψη είναι:

- **Attenuation (power loss).** Κάθε φορά που το οπτικό σήμα περνάει στον παθητικό carrier (ίνα, οπτικό πολυπλέκτη, cross-connect), χάνει κάποιο ποσοστό ενέργειας λόγω της απορρόφησης φωτός.
- **Amplified spontaneous emission (ASE) θόρυβος.** Μέσω της ενίσχυσης του οπτικού σήματος από κατάλληλους ενισχυτές καταπολεμάμε την απώλεια ενέργειας. Αυτή η λύση ωστόσο γεννά

θόρυβο ο οποίος συσσωρεύεται και δημιουργεί το παρών φαινόμενο.

- **Διασπορά.** Το φαινόμενο αυτό προκαλεί διαπλάτυνση του εύρους των οπτικών παλμών, και σαν αποτέλεσμα διαδοχικά bits αλληλοπαρεμβάλλονται με αποτέλεσμα την αλλοίωση της μεταδιδόμενης πληροφορίας.
- **Cross-Talk.** Είναι η αλληλοπαρεμβολή άλλων γειτονικών οπτικών σημάτων με το μεταδιδόμενο σήμα σε μια ίνα.

3. Optical Burst Switching

Τα οπτικά δίκτυα οπτικής ριπής, είναι μία πολύ σημαντική εξέλιξη στην τεχνολογία των δικτύων, η οποία υλοποιείται με βάση την τεχνική της οπτικής μεταγωγής ριπών (Optical Burst Switching). Η τεχνική αυτή, συνδυάζει τα καλύτερα στοιχεία της οπτικής μεταγωγής πακέτων και της δρομολόγησης μήκους κύματος, ενώ ταυτόχρονα εξαλείφει τα μειονεκτήματά τους. Ουσιαστικά, παρέχει ένα μηχανισμό ο οποίος επιτρέπει τη μεταφορά μεγάλου όγκου δεδομένων με τη συνάθροιση ενός συνόλου πακέτων, ενδεχομένως, με διαφορετικό μέγεθος δεδομένων αλλά με τον ίδιο κόμβο-προορισμό, σε μία ενιαία μονάδα, η οποία αποκαλείται οπτική ριπή. Στα οπτικά δίκτυα οπτικής ριπής, τα δεδομένα, μεταφέρονται από τον ένα κόμβο στον επόμενο μέχρι τον τελικό προορισμό τους υπό τη μορφή οπτικών ριπών. Σε αντίθεση με την τεχνική της οπτικής μεταγωγής πακέτων και την τεχνική της δρομολόγησης μήκους κύματος, στις οποίες χρησιμοποιούνται μηνύματα επιβεβαίωσης για την κράτηση των πόρων και την ενημέρωση των κόμβων στους οποίους πρόκειται να σταλούν τα πακέτα δεδομένων, στην τεχνική της οπτικής μεταγωγής ριπών, ο κόμβος αποστολέας, ενημερώνει τον κόμβο παραλήπτη για την αποστολή των οπτικών ριπών στέλνοντας νωρίτερα ένα πακέτο ελέγχου.

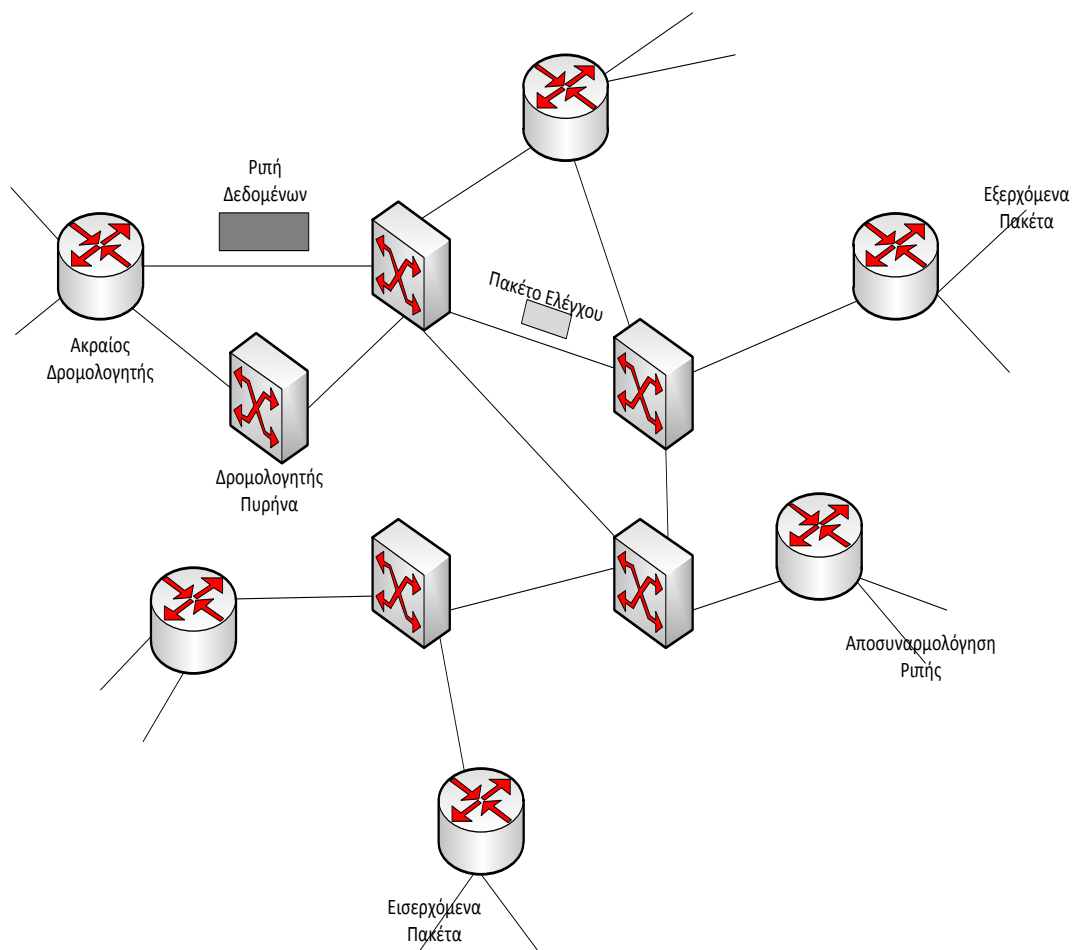
Η διαδικασία αυτή μειώνει τον χρόνο μεταγωγής και τις απαιτήσεις επεξεργασίας στους ενδιάμεσους κόμβους. Ωστόσο, είναι σημαντικό να αναφερθεί, ότι δεν υπάρχει κάποιος γενικά αποδεκτός ορισμός για την οπτική μεταγωγή ριπών, αλλά υπάρχει ένα σύνολο χαρακτηριστικών, μέσω των οποίων θα μπορούσε να περιγραφεί. Τα χαρακτηριστικά αυτά είναι τα εξής:

- *Διαχωρισμός πληροφοριών ελέγχου και δεδομένων.* Οι αφίξεις των οπτικών ριπών στους ενδιάμεσους κόμβους (core.OBS nodes) σηματοδοτούνται από πακέτα ελέγχου οπτικής ριπής, τα οποία μεταφέρονται από ένα ή περισσότερα ξεχωριστά κανάλια ελέγχου.
- *Μονόδρομες κρατήσεις.* Δεν απαιτούνται επιβεβαιώσεις για την επιτυχή δέσμευση των πόρων πριν τη μεταφορά των οπτικών ριπών.

- *Χρόνος αδράνειας(offset time)*. Το πακέτο ελέγχου και η αντίστοιχη οπτική ριπή δε διαχωρίζονται μόνο ως προς το μήκος κύματος, αλλά και ως προς το χρόνο εκκίνησης της μεταφοράς τους.
- *Δεν απαιτείται προσωρινή αποθήκευση*. Σαν αποτέλεσμα της χρήσης του χρόνου αντιστάθμισης, οι ενδιάμεσοι κόμβοι των οπτικών δικτύων οπτικής ριπής δεν απαιτείται να έχουν ικανότητα για προσωρινή αποθήκευση.

3.1 Γενική δομή οπτικού δικτύου μεταγωγής ριπής

Η γενική δομή ενός οπτικού δικτύου μεταγωγής ριπής, καθώς και ο τρόπος μεταφοράς και λήψης δεδομένων παρουσιάζονται στην εικόνα 3.1.



Εικόνα 3. 1 Γενική δομή Οπτικού Δικτύου Μεταγωγής Ριπής

Κατά τη διαδικασία αποστολής δεδομένων σε ένα οπτικό δίκτυο μεταγωγής ριπής, αρχικά ο κόμβος ο οποίος πρόκειται να στείλει πακέτα δεδομένων σε έναν άλλο κόμβο μέσω του δικτύου αυτού, συναθροίζει και ομαδοποιεί κατάλληλα όλα τα εισερχόμενα πακέτα σε ριπές δεδομένων. Στη συνέχεια, ο ίδιος κόμβος, πριν ξεκινήσει να αποστέλλει τη ριπή που μόλις δημιούργησε, στέλνει ένα πακέτο ελέγχου σε όλους τους κόμβους που πρόκειται να μεσολαβήσουν μέχρι να φτάσει το πακέτο στον προορισμό του, με στόχο να τους ενημερώσει για την άφιξη των επερχόμενων ριπών. Η ενημέρωση αυτή έχει να κάνει σχετικά με τον χρόνο αδράνειας μεταξύ του ιδίου και της επερχόμενης ριπής, το μέγεθος της οπτικής ριπής, την επιθυμητή θύρα εξόδου, το εισερχόμενο μήκος κύματος και τις απαιτήσεις της ποιότητας της υπηρεσίας (Quality of Service requirements). Με βάση αυτές τις πληροφορίες, κάθε ενδιαμέσος κόμβος θα πρέπει να κάνει τις απαραίτητες ενέργειες προκειμένου να δεσμεύσει τους απαιτούμενους πόρους του συστήματος, οι οποίοι θα συντελέσουν στην επιτυχή μεταφορά των δεδομένων, υπό τη μορφή των ριπών δεδομένων. Όπως αναφέρθηκε και προηγουμένως, λόγω του ότι στην τεχνική της οπτικής μεταγωγής οπτικής ριπής δε χρησιμοποιούνται μηνύματα επιβεβαίωσης σχετικά με την επιτυχή δέσμευση των απαιτούμενων πόρων, σε περίπτωση που κάποιος κόμβος, για οποιονδήποτε λόγο δε μπορέσει να δεσμεύσει αυτούς τους πόρους, οι οπτικές ριπές που θα φτάσουν σε αυτόν θα απορριφθούν. Στην περίπτωση που οι ριπές δεδομένων φτάσουν επιτυχώς στον προορισμό τους, ακολουθείται μια αντίστροφη διαδικασία, στην οποία τα δεδομένα που αποστάλθηκαν επαναφέρονται στην αρχική τους μορφή, δηλαδή σε πακέτα δεδομένων.

3.2 Γενική αρχιτεκτονική κόμβων

Στα οπτικά δίκτυα οπτικής ριπής, οι κόμβοι χωρίζονται σε δυο κατηγορίες, τους ακραίους κόμβους (edge nodes), οι οποίοι με τη σειρά τους χωρίζονται στους κόμβους εισόδου (ingress node) και τους κόμβους εξόδου (egress nodes), και τους ενδιάμεσους κόμβους (core nodes). Ένας κόμβος εισόδου δέχεται δεδομένα υπό τη μορφή πακέτων και στέλνει δεδομένα υπό τη μορφή ριπών, ενώ ένας κόμβος εξόδου δέχεται τα

δεδομένα με την μορφή ριπών και τα προωθεί ως πακέτα. Όπως γίνεται αντιληπτό, η αρμοδιότητα του κόμβου εισόδου είναι να λαμβάνει τα πακέτα δεδομένων και μέσω εσωτερικών διαδικασιών, να δημιουργεί ριπές δεδομένων, αποτελούμενες από τα εισερχόμενα πακέτα, οι οποίες στη συνέχεια θα προωθούνται στον επόμενο κόμβο. Από την άλλη, ένας κόμβος εξόδου, θα πρέπει να λαμβάνει ριπές δεδομένων τις οποίες θα διασπά σε πακέτα, επαναφέροντας τα στην αρχική τους μορφή.

Ένας κόμβος εισόδου αποτελείται από τρία τμήματα. Στο πρώτο τμήμα γίνεται αρχικά η υποδοχή των πακέτων δεδομένων, επιλέγεται η κατάλληλη θύρα εξόδου για κάθε πακέτο και στη συνέχεια μεταφέρονται στο επόμενο τμήμα. Στο δεύτερο τμήμα του κόμβου, τα πακέτα δεδομένων οργανώνονται σε ομάδες, σχηματίζοντας ριπές δεδομένων, ενώ στη συνέχεια και μέσω του τρίτου τμήματος επιλέγεται ο κατάλληλος αλγόριθμος, μέσω του οποίου θα δρομολογηθούν οι ριπές δεδομένων στον επόμενο κόμβο. Επιπλέον, ο κόμβος εισόδου είναι αρμόδιος για την αποστολή ενός πακέτου ελέγχου, που θα προηγείται των ριπών δεδομένων και θα ενημερώνει τον επόμενο κόμβο για την επερχόμενη άφιξη της ριπής. Τέλος, το χρονικό διάστημα που μεσολαβεί μεταξύ της αποστολής του πακέτου ελέγχου και της αποστολής των ριπών δεδομένων θα πρέπει επίσης να καθοριστεί από τον κόμβο εισόδου.

Ένας ενδιάμεσος κόμβος, σε αντίθεση με έναν ακραίο κόμβο, δέχεται τα δεδομένα υπό τη μορφή ριπών και τα προωθεί είτε με την ίδια μορφή είτε μετατρέποντάς τα σε πακέτα. Γι' αυτό το λόγο ένας ενδιάμεσος κόμβος μπορεί να λειτουργήσει και ως κόμβος εξόδου. Ο ενδιάμεσος κόμβος απαρτίζεται από δύο κύρια τμήματα: α) μία μηχανή σηματοδότησης, η οποία υλοποιεί το πρωτόκολλο σηματοδότησης της οπτικής μεταγωγής ριπής και σχετικές διαδικασίες προώθησης και ελέγχου και β) μία οπτική διασύνδεση η οποία πραγματοποιεί τη μεταγωγή των ριπών από τις θύρες εισόδου στις θύρες εξόδου.

Σε κάθε θύρα εισόδου, ενός ενδιάμεσου κόμβου, τα εισερχόμενα μήκη κύματος αποπολυπλέκονται και τα κανάλια ελέγχου κατευθύνονται προς τον επεξεργαστή πακέτων ελέγχου. Τα πακέτα ελέγχου τα οποία φτάνουν στον κόμβο, κατά την διέλευση τους από τα κανάλια ελέγχου, υφίστανται οπτικό-ηλεκτρικές μετατροπές ενώ στη συνέχεια τα περιεχόμενά τους χρησιμοποιούνται ως είσοδος για τον χρονοπρογραμματιστή, ο οποίος έχει την αρμοδιότητα να αντιστοιχίζει

τις ριπές δεδομένων σε ένα μήκος κύματος και να κατευθύνει τον μεταγωγέα έτσι ώστε να καθορίσει τις απαραίτητες ρυθμίσεις. Ακολούθως, τα πακέτα ελέγχου ξαναδημιουργούνται, ορίζοντας νέες τιμές όπου αυτό είναι απαραίτητο (για παράδειγμα νέος χρόνος αδράνειας) και μετατρέπονται από την ηλεκτρική μορφή σε οπτική προκειμένου να μεταφερθούν εκ νέου στο δίκτυο.

Λόγω του ότι, η δομή της μεταγωγής έχει ήδη εγκατασταθεί πριν την άφιξη των ριπών δεδομένων, αυτές έχουν μεταφερθεί εξ ολοκλήρου οπτικά. Εάν μία ριπή δεδομένων εισέλθει στη μήτρα οπτικής μεταγωγής πριν από την επεξεργασία του αντίστοιχου πακέτου ελέγχου και δεν υπάρχουν διαθέσιμες διευκολύνσεις εισερχόμενων συνδέσεων δεδομένων (το φαινόμενο αυτό αποκαλείται πρώιμη άφιξη ριπών), η ριπή απλά απορρίπτεται. Αυτό συμβαίνει επειδή οι ριπές δεδομένων είναι οπτικά αναλογικά σήματα. Επίσης εάν δεν έχει οριστεί μία διαδρομή, καθώς η ριπή δεδομένων εισέρχεται στη μήτρα οπτικής μεταγωγής, η ριπή αυτή απλά χάνεται.

Διαμορφώσεις με γραμμές καθυστέρησης οπτικής ίνας (Fiber Delay Lines) είναι επίσης πιθανές. Υπάρχουν δύο πιθανές παραλλαγές, οι οποίες καθορίζονται από το αν οι γραμμές καθυστέρησης τοποθετηθούν στους μεταγωγούς εισόδου ή εξόδου. Στους μεταγωγούς εισόδου, οι γραμμές καθυστέρησης μπορούν να χρησιμοποιηθούν είτε για να καθυστερήσουν την άφιξη των ριπών δεδομένων, καθώς οι κεφαλίδες τους επεξεργάζονται είτε για την επίλυση των συγκρούσεων. Στους μεταγωγούς εξόδου, οι γραμμές καθυστέρησης χρησιμοποιούνται μόνο για την επίλυση των συγκρούσεων. Και στις δύο περιπτώσεις, οι εισερχόμενες ριπές παραμένουν εξ ολοκλήρου μέσα στην οπτική περιοχή. Οι μετατροπείς μήκους κύματος, εάν είναι διαθέσιμοι, μπορούν να χρησιμοποιηθούν για να αντιστοιχίσουν τις ριπές δεδομένων σε εξερχόμενα μήκη κύματος, τα οποία διαφέρουν από το εισερχόμενο. Ενώ μετά τη μεταγωγή και την πιθανόν μετατροπή και ενίσχυση του μήκους κύματος, τα κανάλια δεδομένων πολυπλέκονται ξανά με τα κανάλια ελέγχου και το σήμα που δημιουργείται από την πολύπλεξη αυτών των δύο μεταφέρεται προς τον επόμενο κόμβο.

3.3 Συναρμολόγηση Οπτικών Ριπών

Όπως αναφέρθηκε και παραπάνω ένας δρομολογητής που βρίσκεται στην άκρη του δικτύου είναι υπεύθυνος όχι μόνο για την δρομολόγηση μιας οπτικής ριπής αλλά και για την συναρμολόγησή της.

Η συναρμολόγηση μιας οπτικής ριπής είναι μία διαδικασία, η οποία μεταξύ άλλων, περιλαμβάνει την επιλογή των πακέτων δεδομένων που θα σχηματίσουν την ριπή, την δημιουργία του πακέτου ελέγχου που θα προηγείται της ριπής και τέλος τον καθορισμό της χρονική καθυστέρησης που θα υφίσταται μεταξύ της μετάδοσης της οπτικής ριπής και του πακέτου ελέγχου. Όπως γίνεται κατανοητό υπεύθυνος γι' αυτή τη διαδικασία δε μπορεί να είναι άλλος εκτός από τον αρχικό δρομολογητή.

Η επιτυχής υλοποίηση των παραμέτρων αυτών είναι πολύ σημαντική προκειμένου η μετάδοση των ριπών δεδομένων να είναι αποδοτική. Ωστόσο, για να είναι αποδοτική η μετάδοση των δεδομένων υπό τη μορφή οπτικών ριπών, υπάρχουν και κάποιοι άλλοι παράγοντες οι οποίοι θα έπρεπε να ληφθούν υπόψη. Αυτοί οι παράγοντες, έχουν να κάνουν με θέματα όπως, το μέγεθος της περιοχής προσωρινής αποθήκευσης που διαθέτει κάθε δρομολογητής καθώς επίσης και τον συγκεκριμένο αλγόριθμο που χρησιμοποιείται για την συναρμολόγηση των ριπών δεδομένων.

Στη συνέχεια, θα παρουσιαστούν εκτενέστερα, οι πιθανοί αλγόριθμοι που χρησιμοποιούνται από τους δρομολογητές για την επιτυχή μετάδοση και συναρμολόγηση των οπτικών ριπών δεδομένων.

3.3.1 Αλγόριθμοι Συναρμολόγησης Οπτικών Ριπών

Η συναρμολόγηση των πακέτων δεδομένων για τον σχηματισμό μιας οπτικής ριπής διενεργείται με βάση δύο πολύ απλούς αλγόριθμους συναρμολόγησης. Ο πρώτος αλγόριθμος βασίζεται σε ένα χρονιστή, όπου όταν ο συγκεκριμένος χρονιστής λήξει τότε δημιουργείται μία οπτική ριπή δεδομένων. Στο δεύτερο αλγόριθμο, μία ριπή δημιουργείται, όταν το άθροισμα των μεγεθών όλων των πακέτων που είναι αποθηκευμένα σε

μία καινούρια ουρά συναρμολόγησης εξαντλεί ένα προκαθορισμένο όριο επιτρεπτού μεγέθους.

Οι δρομολογητές που χρησιμοποιούν τον πρώτο αλγόριθμο, ορίζουν ένα διαφορετικό χρονιστή για κάθε ουρά συναρμολόγησης. Όταν ο χρονιστής φτάσει μία προκαθορισμένη τιμή, η οποία θα σημαίνει και την λήξη της περιόδου συναρμολόγησης, τότε ο δρομολογητής δημιουργεί μία ριπή δεδομένων, η οποία αποτελείται από τα πακέτα που μέχρι εκείνη την στιγμή ήταν αποθηκευμένα στην ουρά συναρμολόγησης της οποίας ο χρονιστής έληξε. Στη συνέχεια, ο συγκεκριμένος χρονιστής παίρνει την τιμή μηδέν μέχρις ότου να φτάσει ένα νέο πακέτο και να ξεκινήσει μια καινούρια περίοδος συναρμολόγησης.

Ο συγκεκριμένος αλγόριθμος έχει ως αποτέλεσμα τη δημιουργία οπτικών ριπών ποικίλου μεγέθους, οι οποίες μεταδίδονται στο δίκτυο κατά ίσα χρονικά διαστήματα.

Οι δρομολογητές που χρησιμοποιούν τον δεύτερο αλγόριθμο, ορίζουν ένα μέγιστο μέγεθος ουράς αποθηκευμένων πακέτων. Όταν αυτό το μέγεθος εξαντληθεί, τότε ο δρομολογητής δημιουργεί μια ριπή δεδομένων και στη συνέχεια αδειάζει την ουρά. Για να αποφευχθεί η περίπτωση όπου μία ριπή θα έχει μεγαλύτερο μέγεθος από το προκαθορισμένο, ο δρομολογητής δεν περιλαμβάνει στην ριπή που μόλις δημιούργησε το πακέτο που έφτασε τελευταίο αλλά το αποθηκεύει σε μία νέα ουρά. Με αυτή την τεχνική εξασφαλίζεται ότι η ριπή που δημιουργείται θα έχει πάντοτε μικρότερο μέγεθος από το ανώτατο όριο.

Σε αντίθεση με τον αλγόριθμο που παρουσιάστηκε παραπάνω, η συναρμολόγηση και η δρομολόγηση οπτικών ριπών με αυτόν τον αλγόριθμο, έχει ως συνέπεια την δημιουργία ριπών ίσου μεγέθους αλλά την δρομολόγηση αυτών σε διαφορετικά χρονικά διαστήματα.

Ωστόσο, η συναρμολόγηση ριπών δεδομένων θα μπορούσε να επιτευχθεί και από έναν άλλο αλγόριθμο, ο οποίος προκύπτει από τον συνδυασμό αυτών των δύο. Ο νέος αλγόριθμος θα δημιουργεί μία ριπή δεδομένων, η οποία θα έχει ένα προκαθορισμένο μέγεθος, μέσα στα πλαίσια ενός προκαθορισμένου χρονικού ορίου. Συνεπώς, αυτός ο αλγόριθμος θα δρομολογεί ίσου μεγέθους ριπές σε ίσα χρονικά διαστήματα.

Το μειονέκτημα του νέου αλγορίθμου, γίνεται αντιληπτό όταν χρησιμοποιηθεί σε δίκτυα με πολύ μικρό φόρτο εργασίας. Σε αυτά τα δίκτυα, τα πακέτα που αναμένονται να φτάσουν στον δρομολογητή, σε

σχέση πάντοτε με τον χρονιστή που έχει καθοριστεί, είναι λίγα και πιθανόν να μην είναι αρκετά για να φτάσουν το προκαθορισμένο μέγεθος. Ακόμα χειρότερη, είναι η περίπτωση όπου το μέγεθος των πακέτων που απαρτίζουν τη ριπή είναι μικρότερο από το μέγεθος του πακέτου ελέγχου. Σε αυτή την περίπτωση, υπάρχει πολύ μεγάλη πιθανότητα, η ριπή δεδομένων να ταξιδεύει με γρηγορότερους ρυθμούς από το πακέτο ελέγχου. Αυτό θα έχει ως αποτέλεσμα, το πακέτο ελέγχου να μην προλαβαίνει να ενημερώσει τους ενδιάμεσους αλλά και τον τελικό προορισμό της ριπής σχετικά με την άφιξή της και έτσι να μην δεσμεύονται από πριν οι απαραίτητοι πόροι.

Για το λόγο αυτό, όταν ο χρονιστής συναρμολόγησης λήξει και το μέγεθος των πακέτων δεν ξεπερνά το μέγεθος του πακέτου ελέγχου, θα πρέπει ο δρομολογητής να προσθέσει στην νέα ριπή επιπλέον δεδομένα έτσι ώστε να φτάσει τουλάχιστον το κατώτατο επιτρεπτό μέγεθος ριπής, που φυσικά δεν είναι άλλο από το μέγεθος του πακέτου ελέγχου. Αυτή η τεχνική, ωστόσο, δεν είναι αποτελεσματική καθώς ένα μέρος της χωρητικότητας της ριπής μένει ανεκμετάλλευτο.

Από την άλλη μεριά, αν τα πακέτα απαιτείται να περιμένουν μέχρι το άθροισμα των μεγεθών τους να φτάσει το κατώτατο όριο, τότε δεν θα πρέπει να υπάρχει όριο για τον χρόνο αναμονής. Επειδή όμως οι περισσότερες εφαρμογές χρησιμοποιούν απ' Άκρου εις Άκρο επιβεβαιώσεις κάτι τέτοιο δεν θα ήταν αποδεκτό. Για να επιλυθεί αυτό το πρόβλημα, ορίζεται ένα μεγαλύτερο χρονικό διάστημα αναμονής, το οποίο ενεργοποιείται με την τοποθέτηση του πρώτου πακέτου στην άδεια ουρά συναρμολόγησης.

Σε περίπτωση που ο χρονιστής λήξει, και το μέγεθος των πακέτων δεν ξεπερνά το κατώτατο όριο, και πάλι ο δρομολογητής θα συμπληρώσει τα απαραίτητα σε μέγεθος δεδομένα στη ριπή.

Συνοψίζοντας όλα τα προηγούμενα, θα μπορούσαμε να πούμε ότι είναι προτιμότερο να χρησιμοποιείται ένας συνδυασμός των δυο αλγορίθμων, με βάση τον οποίο μια ριπή δεδομένων δημιουργείται είτε όταν ο χρονιστής λήξει, είτε όταν το μέγεθος των πακέτων φτάσει το προκαθορισμένο.

3.3.2 Αλγόριθμοι Συναρμολόγησης Προβλεπόμενου Μεγέθους

Ένα από το κυριότερα μειονεκτήματα, των αλγορίθμων συναρμολόγησης που παρουσιάστηκαν, είναι το γεγονός ότι η σηματοδότηση για την δέσμευση των απαραίτητων πόρων από το δίκτυο μπορεί να ξεκινήσει παρά μόνο όταν μία ριπή δημιουργηθεί.

Όταν μία ριπή δημιουργείται, δεν αποστέλλεται αμέσως, αλλά αποθηκεύεται προσωρινά στον δρομολογητή, δίνοντας στο αντίστοιχο πακέτο ελέγχου το χρονικό διάστημα που χρειάζεται προκειμένου να ενημερώσει τους επόμενους κόμβους για την άφιξή του. Στο χρονικό αυτό διάστημα όμως, τα πακέτα δεδομένων που συνεχίζουν να φτάνουν στο συγκεκριμένο δρομολογητή δεν είναι δυνατό να συμπεριληφθούν στην υπάρχουσα ριπή, καθώς οι επόμενοι κόμβοι έχουν δεσμεύσει πόρους που επαρκούν μόνο για το μέγεθος της αρχικής ριπής. Έτσι τα εισερχόμενα πακέτα αποθηκεύονται σε μία νέα ουρά συναρμολόγησης, αυξάνοντας κατά αυτόν τον τρόπο τον μέσο όρο καθυστέρησης, ειδικά σε δίκτυα με μεγάλο φόρτο εργασίας.

Η καθυστέρηση της μετάδοσης ριπών έχει πολύ μεγάλη επίπτωση στις επικοινωνίες απ' Άκρου εις Άκρο, ενώ έχει καταστροφικά αποτελέσματα σε κίνηση πραγματικού χρόνου όπου οι χρονικοί περιορισμοί είναι αυστηρά καθορισμένοι.

Για να αντιμετωπιστούν αυτά τα προβλήματα δημιουργήθηκαν οι αλγόριθμοι συναρμολόγησης προβλεπόμενου μεγέθους. Οι αλγόριθμοι αυτοί αναπτύχθηκαν, στηριζόμενοι στη βασική ιδέα, ότι η εσωτερική καθυστέρηση μπορεί να μειωθεί εφόσον το πακέτο ελέγχου μπορεί να δημιουργείται κατά την διαδικασία συναρμολόγησης της ριπής και όχι μετά το πέρας αυτής. Το πακέτο ελέγχου που θα δημιουργείται, θα περιέχει πληροφορίες σχετικά με το μέγεθος της ριπής, οι οποίες ασφαλώς δεν θα ανταποκρίνονται στο συνολικό μέγεθος των πακέτων που βρίσκονται στην ουρά συναρμολόγησης, αλλά σε ένα προβλεπόμενο μέγεθος της ριπής το οποίο θα υπολογίζεται βάση του αλγορίθμου συναρμολόγησης.

Η δέσμευση πόρων που βασίζεται σε προβλεπόμενα μεγέθη των ριπών δεδομένων αποκαλείται πρώιμη δέσμευση πόρων και αποτελείται από τρία στάδια.

Πρόβλεψη: Αμέσως μετά τη ολοκλήρωση της περιόδου συναρμολόγησης της προηγούμενης ριπής, ο αλγόριθμος συναρμολόγησης προβλέπει το μέγεθος της επόμενης ριπής δεδομένων.

Πρώιμη Μετάδοση: Μετά την πρόβλεψη του μεγέθους της ριπής, το πακέτο ελέγχου δημιουργείται και αποστέλλεται στο δίκτυο προκειμένου να δεσμεύσει το απαραίτητο μήκος κύματος για την ριπή που η δημιουργία της βρίσκεται σε εξέλιξη.

Έλεγχος: Μετά και την ολοκλήρωση της ριπής, το μέγεθος που περιγράφεται στο πακέτο ελέγχου εξετάζεται προκειμένου να διαπιστωθεί κατά πόσο το προβλεπόμενο μέγεθος ανταποκρίνεται στο πραγματικό μέγεθος της ριπής.

Υπάρχουν δύο πιθανές περιπτώσεις, είτε το προβλεπόμενο μέγεθος να είναι μεγαλύτερο ή ίσο με το πραγματικό μέγεθος της ριπής με αποτέλεσμα το εύρος ζώνης που δεσμεύτηκε να είναι επαρκές και κατά συνέπεια η πρόβλεψη να θεωρείται επιτυχής, είτε το πραγματικό μέγεθος της ριπής να υπερβαίνει το προβλεπόμενο μέγεθος με συνέπεια το εύρος ζώνης που δεσμεύτηκε να είναι ανεπαρκές. Η αντιμετώπιση αυτού του προβλήματος, επιτυγχάνεται προσθέτοντας στη προβλεπόμενη τιμή του μεγέθους ένα μικρό περιθώριο διόρθωσης και έτσι η τιμή του προβλεπόμενου μεγέθους που περιγράφεται από το πακέτο ελέγχου ισούται με το άθροισμα του προβλεπόμενου μεγέθους και το περιθώριο διόρθωσης.

Η ιδανικές προβλέψεις είναι εκείνες όπου το προβλεπόμενο μέγεθος είναι ακριβώς ίσο με το πραγματικό μέγεθος της ριπής.

3.4 Δέσμευση μηκών κύματος

Μία σημαντική προϋπόθεση, για την επιτυχή μεταφορά των δεδομένων από την αρχική προέλευση στον τελικό προορισμό, είναι η κατάλληλη προετοιμασία των ενδιάμεσων κόμβων.

Όπως αναφέρθηκε και προηγουμένως, στη μεταγωγή των δεδομένων υπό την μορφή οπτικών ριπών, πριν από την αποστολή των δεδομένων αποστέλλεται ένα πακέτο ελέγχου το οποίο, ενημερώνει τον κόμβο για την επερχόμενη άφιξη των δεδομένων, ενώ παράλληλα,

δεσμεύει ένα μήκος κύματος μέσα από το οποίο θα μεταφερθούν τα δεδομένα.

Για τη δέσμευση των μηκών κύματος, συνήθως χρησιμοποιούνται δύο οικογένειες πρωτοκόλλων η tell-and-go, με χαρακτηριστικότερα τα πρωτόκολλα Just-In-Time και Just-Enough-Time, και η tell-and-wait.

Σε αυτή την ενότητα θα παρουσιαστούν τα πρωτόκολλα tell-and-go τα οποία θα διαχωρίσουμε σε δύο κατηγορίες, την κατηγορία άμεσης δέσμευσης και την κατηγορία της καθυστερημένης δέσμευσης.

3.4.1 Άμεση δέσμευση μηκών κύματος

Στη κατηγορία της άμεσης δέσμευσης, ένα μήκος κύματος δεσμεύεται από τον κόμβο προορισμού, αμέσως μετά την άφιξη του πακέτου ελέγχου σε αυτόν. Ακολουθεί, η μεταφορά των δεδομένων μέσα από το δεσμευμένο μήκος κύματος και τέλος η διαδικασία αυτή ολοκληρώνεται με την αποδέσμευση του μήκους κύματος.

Η δέσμευση του μήκους κύματος επιτυγχάνεται με την χρήση ενός μόνο δυαδικού ψηφίου, του οποίου όταν η τιμή είναι 0, τότε το συγκεκριμένο μήκος κύματος είναι διαθέσιμο προς δέσμευση, ενώ αντίστοιχα, όταν η τιμή του είναι 1, τότε το εν λόγω μήκος κύματος είναι ήδη δεσμευμένο.

Όταν, ένα πακέτο ελέγχου φτάνει στον κόμβο προορισμού, επεξεργάζεται από αυτόν, προκειμένου να διαπιστωθεί ποιο είναι το κατάλληλο μήκος κύματος που θα πρέπει να δεσμευτεί για την επιτυχή μεταφορά της ριπής. Ο κόμβος με τη σειρά του, ελέγχει αν το μήκος κύματος που απαιτείται είναι διαθέσιμο και εφόσον κάτι τέτοιο ισχύει το δεσμεύει αλλάζοντας την τιμή του δυαδικό ψηφίου από 0 σε 1.

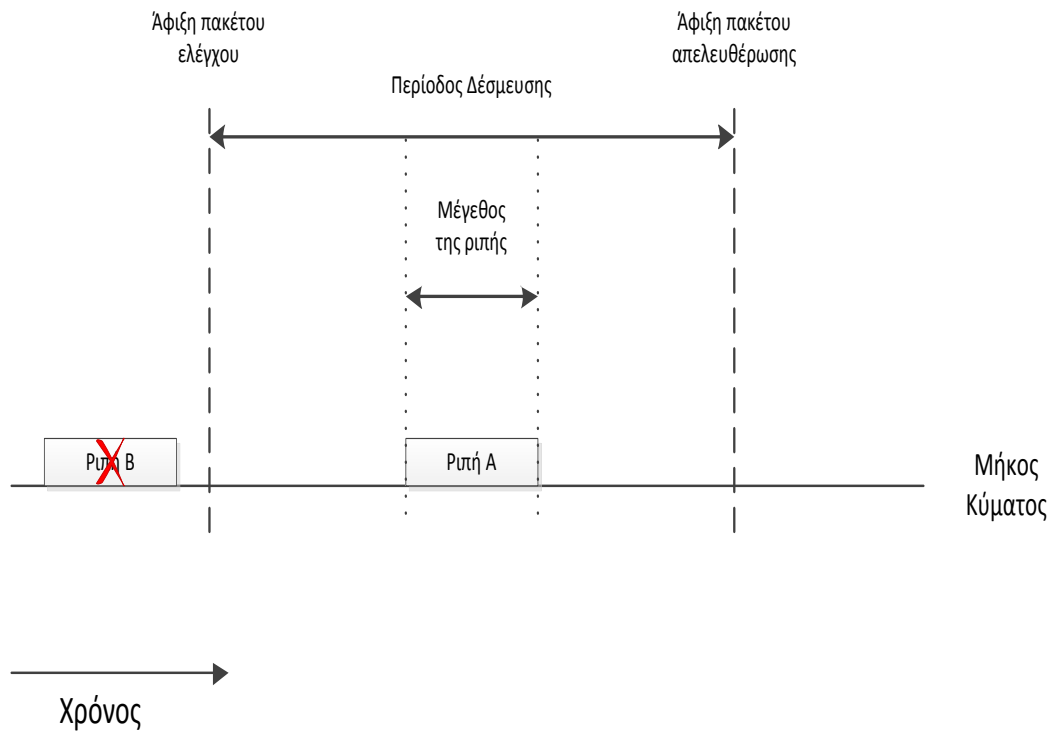
Σε περίπτωση που αυτό, είναι ήδη δεσμευμένο(τιμή 1), τότε το πακέτο ελέγχου καθώς και η αντίστοιχη ριπή της απορρίπτεται. Από τα παραπάνω, συμπεραίνουμε ότι, οι κόμβοι οι οποίοι χρησιμοποιούν αυτόν τον τρόπο δέσμευσης, δεν μπορούν να μεταφέρουν από το ίδιο μήκος κύματος άλλες ριπές δεδομένων, μέχρις ότου να ολοκληρωθεί η μεταφορά της συγκεκριμένης ριπής και να αποδεσμευτεί το μήκος κύματος.

Η αποδέσμευση, γίνεται με την άφιξη ενός πακέτου απελευθέρωσης το οποίο σηματοδοτεί και την ολοκλήρωση της διαδικασίας μεταφοράς της ριπής.

Η παραπάνω διαδικασία συνήθως αναφέρεται ως μέθοδος **άμεσης δέσμευσης/άμεσης απελευθέρωσης**(*Explicit setup/Explicit release*). Όσον αφορά την υλοποίηση της, αυτή είναι η πιο απλή, σε σχέση με την υλοποίηση των υπολοίπων.

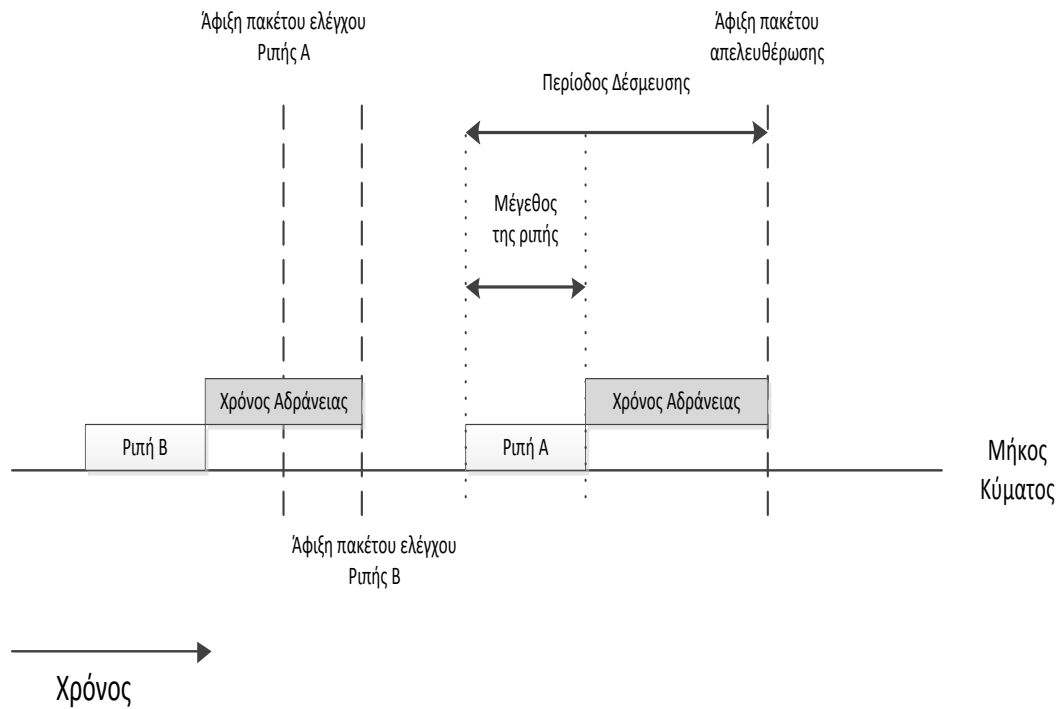
Το μειονέκτημα αυτής της μεθοδολογίας ωστόσο, είναι ότι η χρονική περίοδος δέσμευσης δεν είναι γνωστή εξαρχής, καθώς επίσης και ότι κατά την περίοδο αυτή οποιοδήποτε άλλο πακέτο ελέγχου φτάσει στο κόμβο απορρίπτεται, όπως φυσικά και η αντίστοιχη ριπή του. Αυτό έχει ως συνέπεια, την σπατάλη διαθέσιμου εύρους ζώνης, καθώς τα κανάλια, παραμένουν για αρκετή ώρα δεσμευμένα χωρίς να χρησιμοποιούνται επαρκώς.

Ένα άλλος τρόπος άμεσης δέσμευσης των μηκών κύματος είναι η **άμεση δέσμευση/καθυστερημένη απελευθέρωση**(*Explicit setup/Implicit release*). Η διαφορά αυτής της μεθόδου από την προηγούμενη, εντοπίζεται στην αποδέσμευση του μήκους κύματος, καθώς αυτή πραγματοποιείται αυτόματα, μετά το πέρας ενός χρονικού ορίου, το οποίο ισούται, με το άθροισμα της διάρκειας της ριπής και του χρόνου αδράνειας(offset time) που υφίσταται μεταξύ της αποστολής του πακέτου ελέγχου και της αποστολής της ριπής.



Εικόνα 3. 2 Explicit setup/Explicit release

Όπως γίνεται αντιληπτό, σε αυτή τη μέθοδο η χρονική περίοδος της δέσμευσης είναι γνωστή, γεγονός που δίνει την δυνατότητα στον κόμβο να δεχτεί, στο ίδιο μήκος κύματος, αλλά βέβαια σε διαφορετικές χρονικές στιγμές και άλλες ριπές δεδομένων. Οι δύο παραπάνω τρόποι απεικονίζονται στις εικόνες 3.2 και 3.3 ενώ αξίζει να σημειωθεί ότι και οι δύο βρίσκουν εφαρμογή στο πρωτόκολλο Just-In-Time.



Εικόνα 3. 3 Explicit setup/Implicit release

3.4.2 Καθυστερημένη δέσμευση μηκών κύματος

Η καθυστερημένη δέσμευση μηκών κύματος, σε αντίθεση με την προηγούμενη κατηγορία δεσμεύει ένα μήκος κύματος, αμέσως πριν από την άφιξη του πρώτου ψηφίου της οπτικής ριπής δεδομένων, της οποίας η χρονική στιγμή άφιξης έχει υπολογιστεί νωρίτερα με βάση τις πληροφορίες που περιέχονται στο πακέτο ελέγχου. Και εδώ διακρίνουμε δύο διαφορετικούς τρόπους, την **καθυστερημένη δέσμευση / άμεση απελευθέρωση (Implicit setup/Explicit release)** και την **καθυστερημένη δέσμευση/καθυστερημένη απελευθέρωση (Implicit setup/Implicit release)**.

Στη συγκεκριμένη κατηγορία, η διάρκεια της περιόδου δέσμευσης είναι γνώστη και στους δύο τρόπους, γεγονός που επιτρέπει την αποδοχή επιπλέον πακέτων ελέγχου και την εξυπηρέτηση αυτών, φυσικά σε διαφορετικές χρονικές στιγμές.

Στην **καθυστερημένη δέσμευση / άμεση απελευθέρωση**, ένας κόμβος που είναι ήδη απασχολημένος, μπορεί να δεχτεί το αίτημα ενός πακέτου ελέγχου, για λήψη νέας ριπής, εφόσον ο χρόνος αδράνειας ο

οποίος σηματοδοτεί και την έναρξη της επόμενης περιόδου δέσμευσης, είναι αρκετός έτσι ώστε το κανάλι να αποδεσμευτεί.

Ο τελευταίος τρόπος δέσμευσης μηκών κύματος που αποκαλείται *καθυστερημένη δέσμευση/καθυστερημένη απελευθέρωση*, είναι ο ιδανικότερος.

Σε αυτή την περίπτωση, ο κόμβος δεσμεύει ένα μήκος κύματος αμέσως πριν την άφιξη της οπτικής ριπής και για χρονικό διάστημα ίσο ακριβώς με αυτό που απαιτείται για την μεταφορά της ριπής. Για τον λόγο αυτό οι δύο παραπάνω αλγόριθμοι εντάσσονται στην κατηγορία αλγορίθμων JET(Just-Enough-Time).

3.5 Χρονοπρογραμματισμός Ριπών

Μία άλλη παράμετρος που θα πρέπει να ληφθεί υπόψη, έτσι ώστε να επιτευχθεί η ομαλή και επιτυχής μεταφορά των ριπών δεδομένων είναι ο χρονοπρογραμματισμός των ριπών. Ο χρονοπρογραμματισμός των ριπών, ουσιαστικά έχει να κάνει με την δέσμευση όλων των απαραίτητων πόρων αλλά και την χρήση αυτών, για την επιτυχή μεταφορά των δεδομένων, με τις αποφάσεις που πρέπει να ληφθούν εκ των προτέρων και με την υλοποίησή τους.

Όπως γίνεται αντιληπτό, θα ασχοληθούμε με θέματα που αφορούν τη δέσμευση καναλιών μετάδοσης και την αντιμετώπιση των προβλημάτων που προκύπτουν, από τις ελλείψεις των μεθόδων δέσμευσης μήκους κύματος.

Στην παρούσα ενότητα, παρουσιάζονται αλγόριθμοι χρονοπρογραμματισμού, οι οποίοι περιγράφουν την διαδικασία που ακολουθείται κατά την μεταγωγή ριπών, λαμβάνοντας ωστόσο υπόψη το ενδεχόμενο ότι κάθε κόμβος που εμπλέκεται στην μεταγωγή των ριπών, έχει πλήρη δυνατότητα μετατροπής των μηκών κύματος και χρησιμοποιεί αλγορίθμους δέσμευσης της κατηγορίας JET, ενώ παράλληλα λαμβάνεται υπόψη η ιδανική περίπτωση, όπου στο οπτικό δίκτυο που διενεργείται η μεταγωγή δεν υπάρχουν συγκρούσεις ριπών.

Από τα παραπάνω, συμπεραίνεται ότι σε εκείνα τα οπτικά δίκτυα όπου η κίνηση είναι μεγάλη και μοιραία έχουμε αρκετές συγκρούσεις, ή δεν υπάρχει η δυνατότητα μετατροπής των μηκών κύματος, οι

αλγόριθμοι χρονοπρογραμματισμού που παρουσιάζονται στη συνέχεια, δεν έχουν ισχύ.

Εντούτοις, σε αυτά τα δίκτυα, οι ριπές δεδομένων που εισέρχονται στο δίκτυο, αν υπάρχει η δυνατότητα, το διασχίζουν και τελικά εξέρχονται από αυτό, με το ίδιο μήκος κύματος που εισήλθαν. Επιπλέον, προκειμένου να αποφευχθούν οι συγκρούσεις ριπών, χρησιμοποιούνται άλλες τεχνικές όπως οι γραμμές καθυστέρησης(Fiber Delay Lines) και η δρομολόγηση ριπών με κλίμακα προτεραιότητας.

Υπάρχουν δύο ειδών αλγόριθμοι χρονοπρογραμματισμού ριπών, οι οποίοι πρόκειται να αναπτυχθούν εκτενέστερα στο επόμενο κεφάλαιο.

3.6 Επίλυση Συγκρούσεων

Ένα από τα σημαντικότερα προβλήματα που συναντάμε σε όλες τις τεχνολογίες δικτύων είναι οι συγκρούσεις. Μία σύγκρουση λαμβάνει χώρα όταν, δύο ή περισσότερες μονάδες δρομολόγησης επιχειρούν να ταξιδέψουν μέσω του ίδιου μήκους κύματος (εξόδου) την ίδια χρονική στιγμή t . Κάτι τέτοιο όμως δεν είναι εφικτό. Μόνο μία, από όλες αυτές τις μονάδες θα μεταωγηθεί από το συγκεκριμένο μήκος κύματος τη δεδομένη χρονική στιγμή t . Ενώ οι υπόλοιπες, είτε θα ληφθούν και θα μεταωγηθούν λίγο αργότερα, είτε θα απορριφθούν. Οι μονάδες δρομολόγησης που αποστέλλονται με κάποια καθυστέρηση, προϋποθέτουν τη δυνατότητα προσωρινής αποθήκευσης αυτών, από τον κόμβο. Στα οπτικά δίκτυα μεταωγής ριπής, οι δυνατότητες προσωρινής αποθήκευσης των εισερχόμενων ριπών, είναι περιορισμένες η απλά δεν υπάρχουν. Από την άλλη όμως, στα οπτικά δίκτυα υπάρχουν τεράστιες δυνατότητες όσον αφορά την διαμόρφωση μήκους κύματος.

Για το λόγο αυτό, οι μέθοδοι και τεχνικές επίλυσης συγκρούσεων που αναπτύχθηκαν, είναι προσανατολισμένες περισσότερο στην διαμόρφωση των μηκών κύματος και λιγότερο στις δυνατότητες αποθήκευσης του κόμβου. Οι πιο γνωστές μέθοδοι που εφαρμόζονται σήμερα, είναι η εκτροπή δρομολόγησης(Deflection Routing), η κατάτμηση ριπών(Burst Segmentation), καθώς και ορισμένοι συνδυασμοί αυτών των δύο οι οποίοι θα αναλυθούν εκτενέστερα στα επόμενα κεφάλαια.

3.6.1 Εκτροπή Δρομολόγησης

Η εκτροπή της δρομολόγησης μιας ριπής, ίσως να μην είναι η αποδοτικότερη μέθοδος επίλυσης των συγκρούσεων, ωστόσο είναι μία μέθοδος, η οποία χρησιμοποιείται πολύ συχνά, λόγω της απλότητας που την χαρακτηρίζει, αλλά και επειδή δεν απαιτείται δυνατότητα προσωρινής αποθήκευσης από τον κόμβο.

Σύμφωνα με αυτή την μέθοδο, όταν συμβαίνει μία σύγκρουση ο κόμβος έχει δύο δυνατές επιλογές: α) την εκτροπή της μίας εκ των δύο ριπών, έτσι ώστε να προωθηθεί στον επόμενο κόμβο, ακολουθώντας διαφορετικό μονοπάτι και β) την απόρριψη της ριπής, εάν δεν είναι εφικτή η εκτροπή. Αξίζει να σημειωθεί, ότι όταν απορρίπτεται η ριπή, αυτομάτως ενημερώνεται η πηγή και ζητείται από αυτήν να ξαναστείλει την ριπή που μόλις απορρίφθηκε.

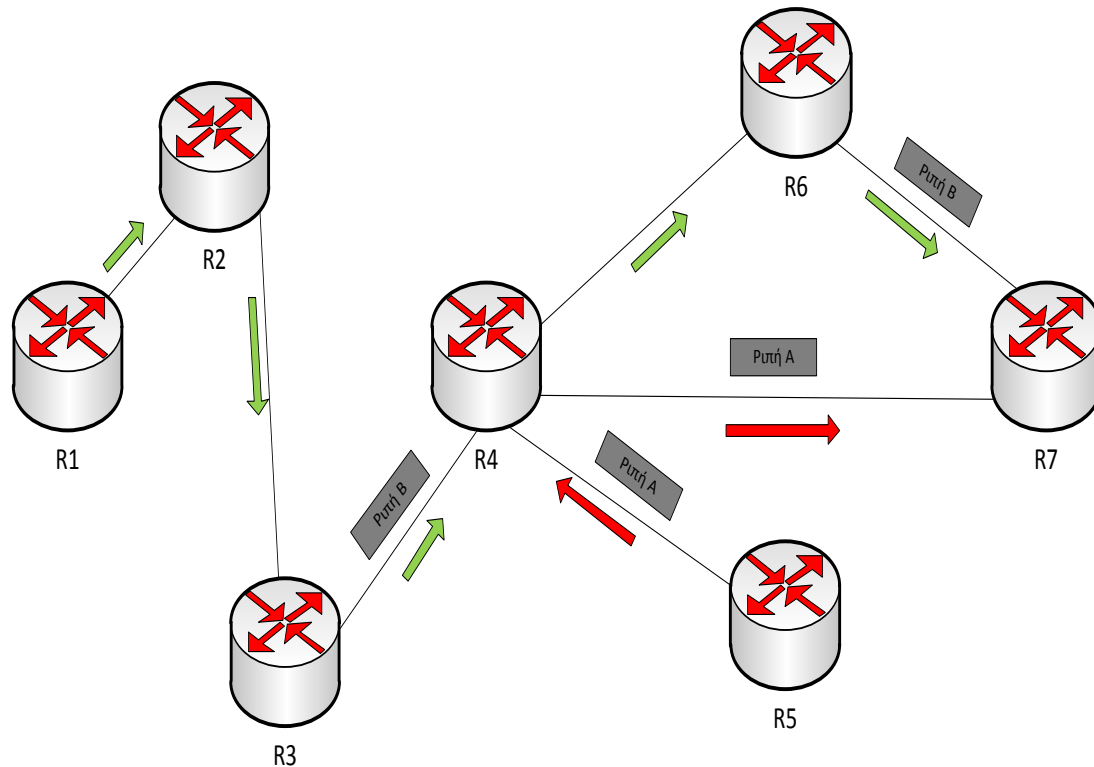
Όπως είναι γνωστό, οι δρομολογητές ενός δικτύου διαθέτουν τους λεγόμενους πίνακες δρομολόγησης. Οι πίνακες αυτοί χρησιμοποιούνται από τους δρομολογητές για την καταγραφή όλων τα πιθανών δρομολογίων προς όλους τους πιθανούς προορισμούς μέσα στο ίδιο δίκτυο. Κάθε φορά λοιπόν, που ένας δρομολογητής θέλει να προωθήσει μία ριπή ή ένα πακέτο δεδομένων, ελέγχει τον πίνακα που διαθέτει και επιλέγει την κατάλληλη διαδρομή. Η κατάλληλη διαδρομή, βέβαια, διαφέρει από δίκτυο σε δίκτυο ανάλογα με τα κριτήρια και τα πρωτόκολλα που χρησιμοποιούνται.

Εξαιτίας αυτού του γεγονότος, δηλαδή ότι για έναν συγκεκριμένο προορισμό είναι πολύ πιθανό να υπάρχουν περισσότερες από μία δυνατές διαδρομές, μία ριπή μπορεί να μην ακολουθήσει την βέλτιστη διαδρομή, αλλά μία εναλλακτική.

Αυτό ακριβώς το γεγονός εκμεταλλεύεται η μέθοδος της εκτροπής. Όταν δύο ριπές Α και Β συγκρούονται, τότε ο κόμβος θα πρέπει να αποφασίσει αν θα επεξεργαστεί και τις δύο ριπές ή αν θα πρέπει να απορρίψει την μία. Έστω ότι ο δρομολογητής μας αποδέχεται την ριπή Α. Το αμέσως επόμενο πράγμα που θα ελέγξει, είναι αν υπάρχει κάποιο άλλο διαθέσιμο μήκος κύματος, έτσι ώστε να δρομολογήσει την ριπή Β από εκεί. Εάν υπάρχει κάποιο διαθέσιμο μήκος κύματος, τότε ο δρομολογητής συγκρίνει το δρομολόγιο που θα ακολουθήσει η ριπή μέχρι τον τελικό προορισμό, με το δρομολόγιο που ακολούθησε η ριπή μέχρι εδώ. Αν το δρομολόγιο προς τον τελικό προορισμό έχει μικρότερο

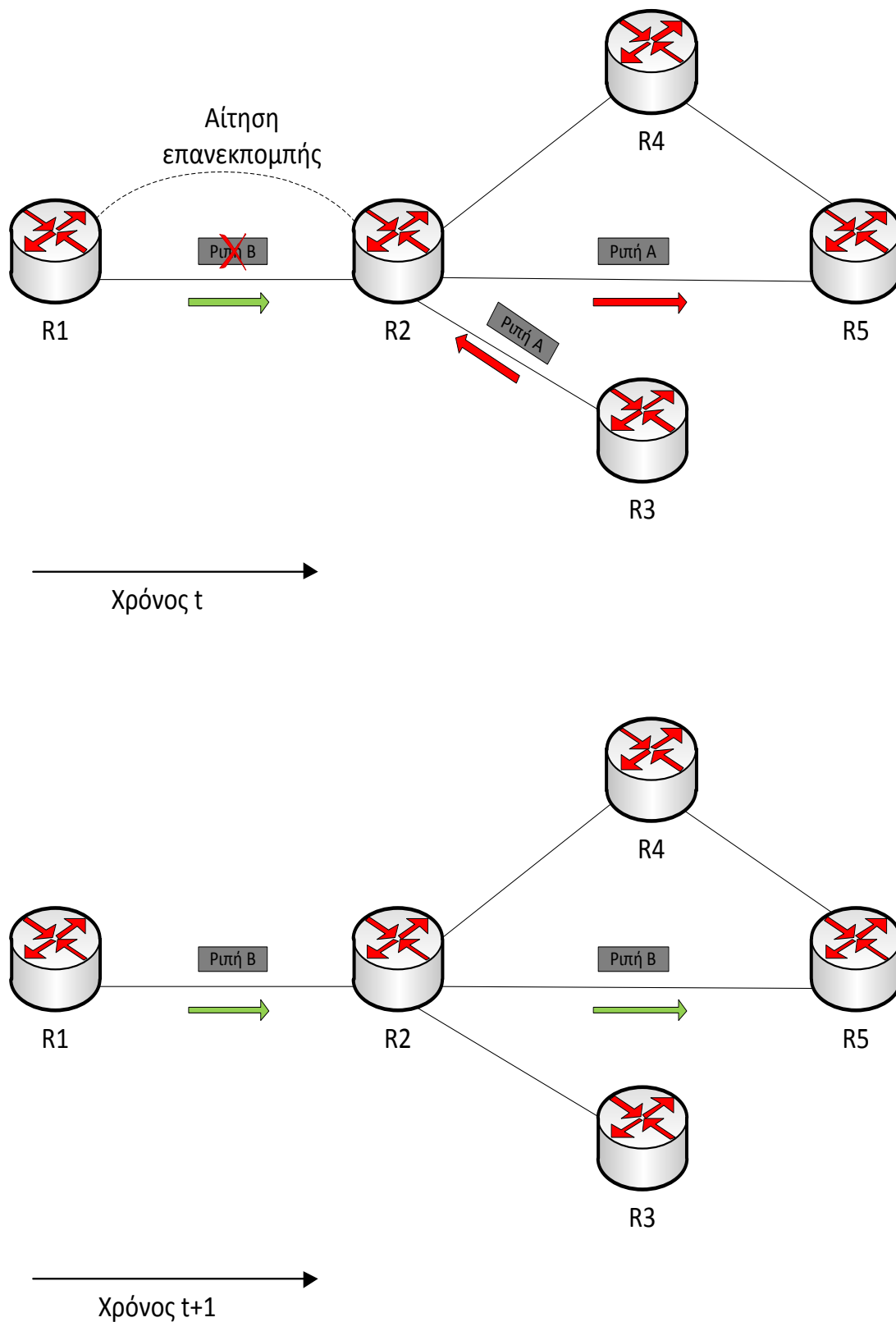
κόστος, τότε ο δρομολογητής την παραλαμβάνει, αν όμως όχι, τότε την απορρίπτει και στέλνει μία αίτηση προς την πηγή με την οποία ζητάει την επανεκπομπή της.

Οι δύο παραπάνω περιπτώσεις απεικονίζονται στην εικόνα 3.4 και 3.5.



Εικόνα 3. 4 Μεταγωγή ριπής από διαφορετική διαδρομή λόγω σύγκρουσης

Η τεχνική της εκτροπής, είναι και η πιο απλή τεχνική επίλυσης συγκρούσεων. Σε δίκτυα με χαμηλό φόρτο εργασίας και με πολλούς δρομολογητές αυτή η μέθοδος θα είχε αρκετά καλά αποτελέσματα. Δυστυχώς όμως, παρουσιάζει πολλά προβλήματα σε αρκετές περιπτώσεις. Σε δίκτυα με λίγους δρομολογητές ή με υψηλό φόρτο εργασίας, η εκτροπή των ριπών μπορεί να προκαλέσει επιπλέον κίνηση καθώς και να καθυστερήσει αρκετά το ταξίδι τους στο δίκτυο. Επιπλέον, επειδή η ριπές που εκτρέπονται ακολουθούν ένα πιο αργό μονοπάτι, ο χρόνος αδράνειας των πακέτων ελέγχου για την δέσμευση των απαραίτητων πόρων μπορεί να μην είναι αρκετός.



Εικόνα 3. 5 Επανεκπομπή ριπής λόγω σύγκρουσης

Τέλος, ένα άλλο μειονέκτημα που οφείλεται στο γεγονός ότι αυτή η τεχνική μεριμνά για την προώθηση της ριπής μόνο στον αμέσως επόμενο κόμβο, είναι ότι η ριπή μπορεί συνεχίσει να εκτρέπεται και από τους επόμενους κόμβους με αποτέλεσμα να δημιουργηθεί μεγάλη καθυστέρηση στην μεταγωγή της ή ακόμα χειρότερα να εισέλθει σε κύκλο δρομολόγησης.

3.6.2 Κατάτμηση Ριπής

Η τεχνική της κατάτμησης, όπως φανερώνεται και από την ονομασία της, κατά τη διενέργεια της σύγκρουσης, έχει ως στόχο τη διάσπαση της αρχικής ριπής σε επιμέρους τμήματα (segments) τα οποία στη συνέχεια θα προωθήσει ανεξάρτητα. Σκοπός αυτής της διαδικασίας είναι η απόρριψη μικρών σχετικά τμημάτων της ριπής παρά την απόρριψη αυτής εξ' ολοκλήρου. Το κέρδος που αποκομίζεται, φαίνεται ξεκάθαρα στην διαδικασία επανεκπομπής των χαμένων τμημάτων καθώς όπως είναι λογικό, η αποστολή ενός τμήματος της ριπής έναντι του συνόλου της είναι ταχύτερη.

Η λογική στην οποία βασίζεται είναι σχετικά απλή. Μια ριπή διασπάται σε τμήματα, καθένα από τα οποία αποτελείται από μία κεφαλίδα και το τμήμα των δεδομένων. Στην κεφαλίδα ενός segment περιλαμβάνονται μόνο πληροφορίες σχετικές με τις διευθύνσεις προέλευσης και προορισμού, το μέγεθος του segment καθώς και άλλες χρήσιμες πληροφορίες για πρόβλεψη και αποκατάσταση πιθανών σφαλμάτων. Ενώ τα δεδομένα αυτά καθαυτά που θέλουμε να μεταφέρουμε, αποθηκεύονται στο τμήμα των δεδομένων και μπορούν να είναι οποιασδήποτε μορφής. Η συγκρότηση των τμημάτων μπορεί να γίνει με τρόπο ομοιόμορφο επιλέγοντας ένα συγκεκριμένο μέγεθος για όλα τα segments, κάτι το οποίο θα διευκόλυνε τον συγχρονισμό στον κόμβο, αλλά μπορεί και όχι. Αν αναλογιστούμε ότι τα πακέτα που συνιστούν μία ριπή εξ' ορισμού δεν έχουν το ίδιο μέγεθος, στις περιπτώσεις διάσπασης της ριπής σε τμήματα ποικίλου μεγέθους, η ομαδοποίηση των πακέτων για τον σχηματισμό ενός segment διευκολύνεται.

Ένα από τα σημαντικότερα προβλήματα που συναντάμε εφαρμόζοντας την τεχνική της κατάτμησης, είναι ο τρόπος με τον οποίο

τα χαμένα πακέτα που αποστέλλονται από την πηγή για δεύτερη φορά θα μπορέσουν να επανασυνδεθούν με τα υπόλοιπα τμήματα της ριπής. Η διαδικασία της επανασύνδεσης προσδίδει στην τεχνική της κατάτμησης επιπλέον πολυπλοκότητα.

Γενικότερα, για την απόρριψη ενός segment υπάρχουν δύο δυνατοί τρόποι: α) απόρριψη της ουράς και β) απόρριψη της κεφαλής(της ριπής). Στις περιπτώσεις απόρριψης της ουράς, οι πιθανότητες για παράδοση των segments εκτός σειράς είναι ελάχιστες, σε αντίθεση με την περίπτωση απόρριψης της κεφαλής όπου η πιθανότητα παράδοσης εκτός σειράς είναι αρκετά μεγάλη. Το πρόβλημα που ανακύπτει από την απόρριψη της ουράς ωστόσο, είναι ότι η κεφαλή της ριπής η οποία συνεχίζει να προωθείται δεν έχει ενημερωθεί γι' αυτό το γεγονός και έτσι εξακολουθεί να δεσμεύει πόρους του συστήματος με βάση το αρχικό μέγεθος της ριπής. Αυτό έχει ως αποτέλεσμα, την κατασπατάληση των διαθέσιμων πόρων και κατ' επέκταση την αύξηση της κίνησης και της καθυστέρησης στο δίκτυο. Στις περιπτώσεις απόρριψης της κεφαλής η νέα κεφαλή της ριπής ενημερώνεται αμέσως για το νέο μέγεθος και έτσι δεν αντιμετωπίζουμε τέτοιου είδους προβλήματα.

Παραταύτα, ένας πολύ απλός τρόπος για την αντιμετώπιση του προβλήματος που περιγράφηκε παραπάνω, είναι η δημιουργία και η αποστολή ενός νέου πακέτου(trailer packet) από τον κόμβο με το οποίο θα ενημερώνει τους υπόλοιπους ενδιάμεσους προορισμούς για το νέο μέγεθος της ριπής. Έτσι οι επόμενοι προορισμοί θα δεσμεύονται ακριβώς για εκείνο το χρονικό διάστημα που απαιτείται. Εντούτοις, η λύση του trailer packet έχει αποτέλεσμα μόνο όταν η άφιξή του στον κόμβο προηγείται της κεφαλής της ριπής.

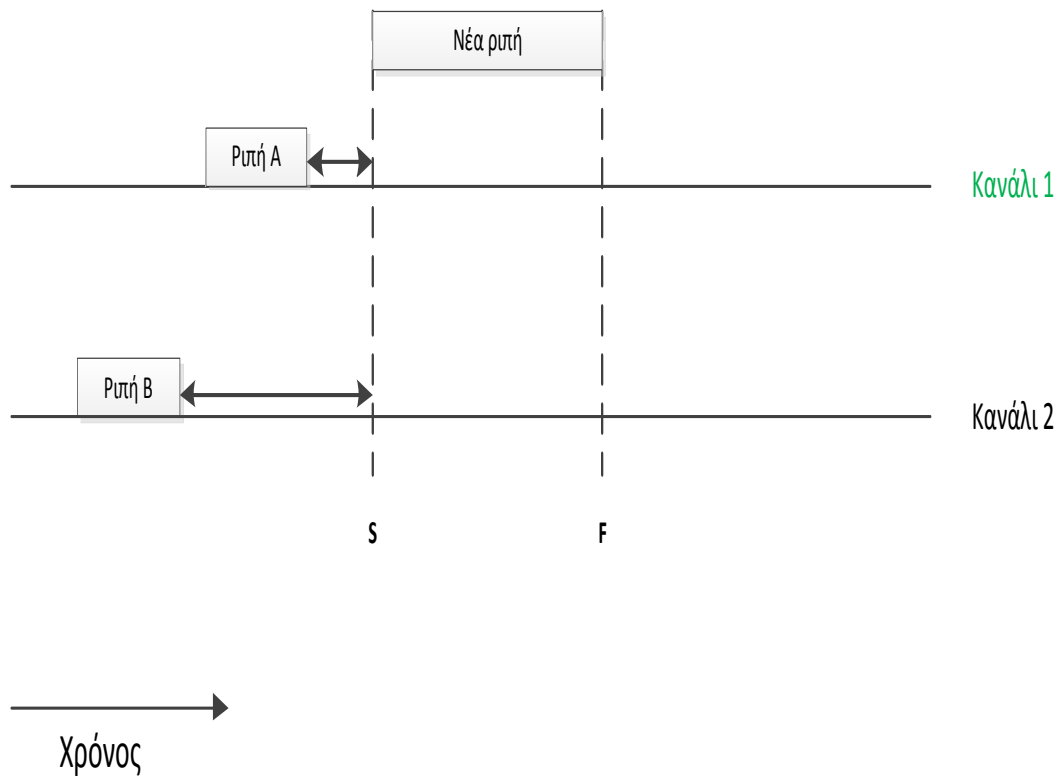
4. Αλγόριθμοι Χρονοπρογραμματισμού ριπών

4.1 Αλγόριθμος Horizon

Ο αλγόριθμος Horizon ανήκει στην κατηγορία των αλγορίθμων χρονοπρογραμματισμού χωρίς συμπλήρωση κενών. Χρησιμοποιείται από τους μεταγωγούς ριπών (burst switches) προκειμένου να προγραμματίσουν τη διαδικασία μεταφοράς των ριπών στον επόμενο προορισμό, βασιζόμενοι σε ορισμένα κριτήρια. Σύμφωνα με τον Horizon, όταν ένα πακέτο ελέγχου φτάνει στον μεταγωγέα και ζητάει από αυτόν να δεχτεί και να δρομολογήσει την ριπή του, ο μεταγωγέας καλεί έναν χρονοπρογραμματιστή (scheduler) ο οποίος πραγματοποιεί έναν έλεγχο σε όλα τα κανάλια μετάδοσης. Στόχος αυτού του ελέγχου είναι η ανεύρεση του καναλιού με τον μικρότερο «χρονικό ορίζοντα».

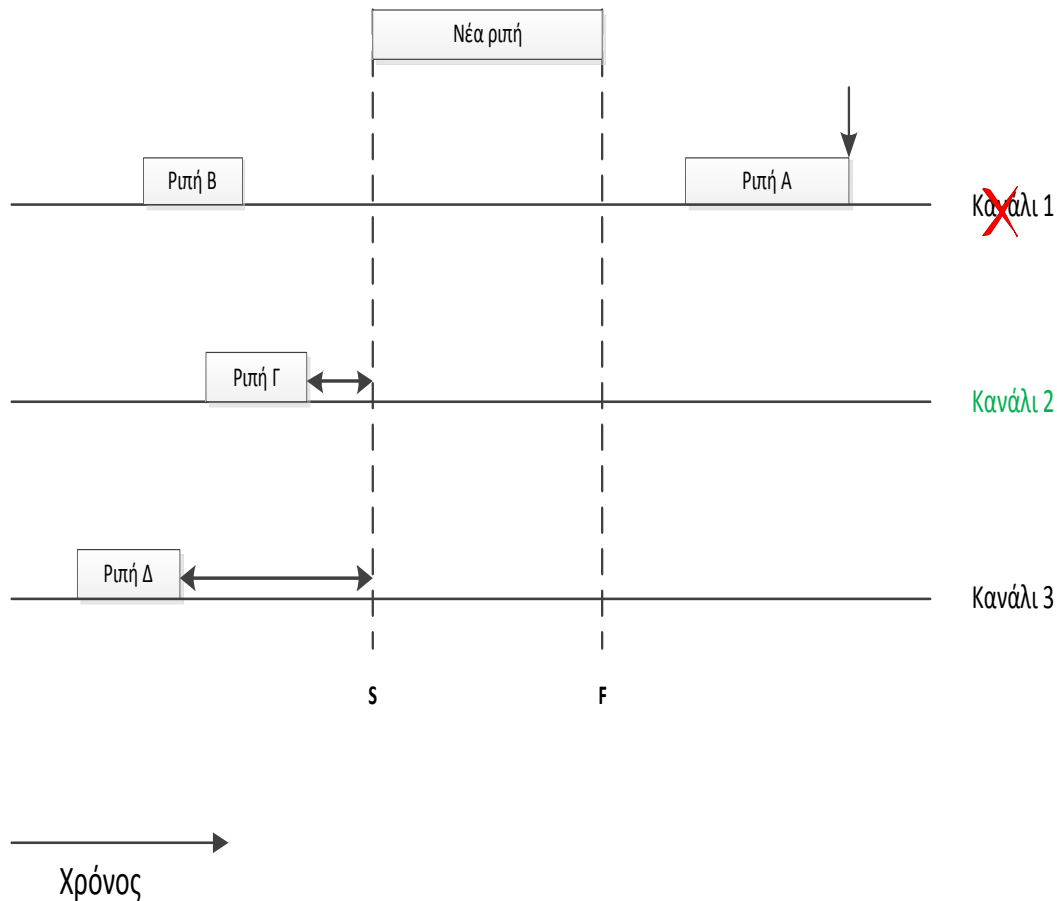
Σε κάθε κανάλι μετάδοσης ή αλλιώς μήκος κύματος, αποδίδεται μία τιμή με την οποία ορίζεται, ο «χρονικός ορίζοντας» του κάθε καναλιού. Ο «χρονικός ορίζοντας» κάθε καναλιού, ορίζεται ως «ο νωρίτερος χρόνος μετά τον οποίο δεν έχει προγραμματιστεί οποιαδήποτε χρήση του συγκεκριμένου καναλιού μετάδοσης», και αποτελεί το βασικό κριτήριο για την επιλογή αυτών.

Στην εικόνα 4.1 παρουσιάζεται η απλούστερη περίπτωση όπου το κανάλι 1, εφόσον έχει τον μικρότερο χρονικό ορίζοντα, θα είναι εκείνο που θα επιλεγεί.



Εικόνα 4. 1 καναλιού μετάδοσης σύμφωνα με τον αλγόριθμο Horizon

Απαραίτητη προϋπόθεση για την μεταγωγή της ριπής χρησιμοποιώντας τον αλγόριθμο Horizon είναι ο χρόνος άφιξης S της νέας ριπής να είναι μεταγενέστερος του χρονικού ορίζοντα του καναλιού. Δυστυχώς, αυτό έχει ως αποτέλεσμα το κανάλι μετάδοσης να μένει ανεκμετάλλευτο για ορισμένα χρονικά διαστήματα και ο αλγόριθμος να είναι τελικά αναποτελεσματικός. Στην εικόνα 4.2 απεικονίζεται η περίπτωση όπου ένα κανάλι μετάδοσης με προγενέστερο χρονικό ορίζοντα απορρίπτεται από τον αλγόριθμο παρά το γεγονός ότι έχει την δυνατότητα να εξυπηρετήσει την ριπή. Το αποτέλεσμα αυτό έχει να κάνει με την ιδιαιτερότητα που έχει ο αλγόριθμος Horizon να μην μεριμνά για την εκμετάλλευση των ενδεχόμενων κενών χρονικών διαστημάτων (time void) που δημιουργούνται, κατά τη διαδικασία αποστολής δύο ή περισσότερων διαδοχικών ριπών.



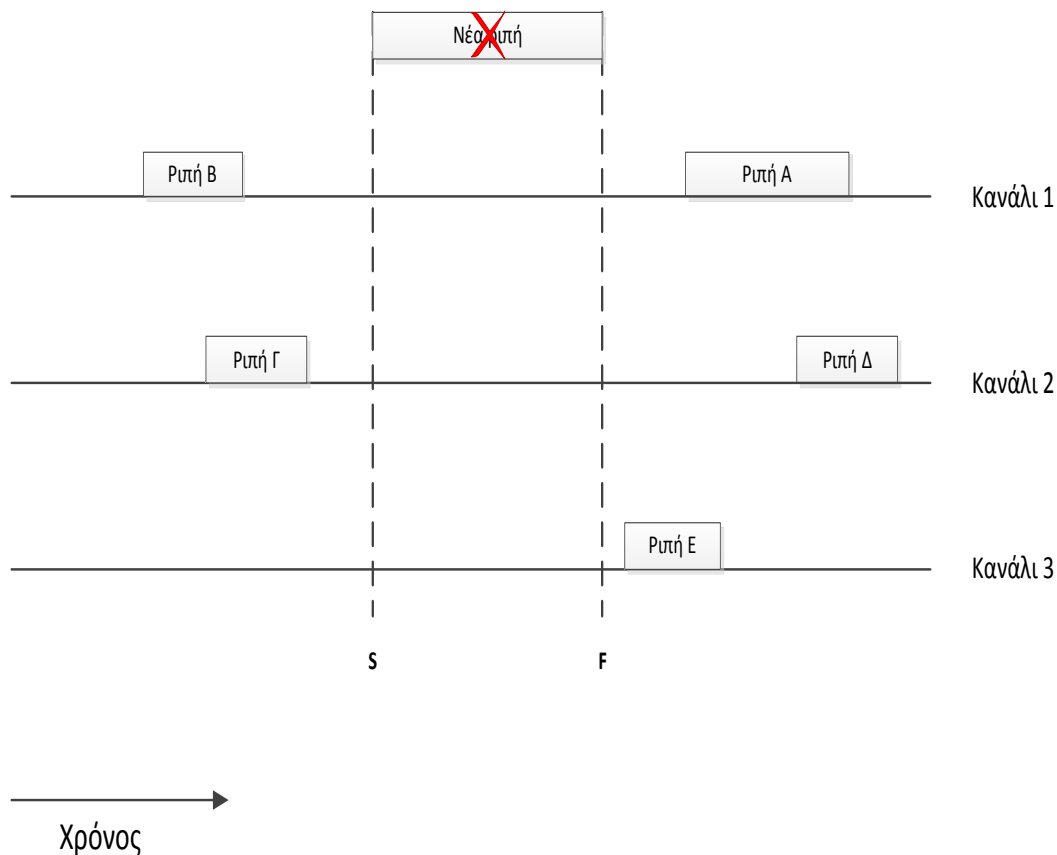
Εικόνα 4. 2 Μεταγενέστερος χρονικός ορίζοντας

Ωστόσο, η διαχείριση των «χρονικών κενών» θα πρόσθετε επιπλέον πολυπλοκότητα και θα επιβάρυνε τον αλγόριθμο. Έτσι προτιμήθηκε ένας πιο απλός και γρήγορος αλγόριθμος, ο οποίος θα μπορεί να εξυπηρετεί τις ανάγκες όσο το δυνατόν περισσότερων ριπών με μεγαλύτερη ταχύτητα.

Ο Horizon, είναι εξαιρετικά απλός ως προς την υλοποίησή του όμως κάτι ανάλογο δεν συμβαίνει και με τη απόδοσή του. Με βάση αυτή την τεχνική, ουσιαστικά επιλέγεται το μικρότερο δυνατό κενό χρονικό διάστημα. Σε καμία περίπτωση όμως δεν γίνεται προσπάθεια ολικής εξάλειψης αυτών. Έτσι, ακόμα και αυτό το ελάχιστο κενό διάστημα που υφίσταται ανάμεσα στην αποστολή δύο διαδοχικών ριπών, έχει ως αποτέλεσμα, το διαθέσιμο εύρος ζώνης, να μην εκμεταλλεύεται στο μέγιστο αλλά αντιθέτως σε πολύ χαμηλά επίπεδα και ο μέσος όρος χαμένων ριπών να είναι υψηλός.

Στη χειρότερη περίπτωση, όπου όλα τα κανάλια μετάδοσης έχουν μεταγενέστερο χρονικό ορίζοντα, η ριπή απορρίπτεται από τον

μεταγωγή «άδικα». Στην εικόνα 4.3 αντικατοπτρίζεται ένα παράδειγμα αναποτελεσματικής εφαρμογής του αλγορίθμου Horizon.



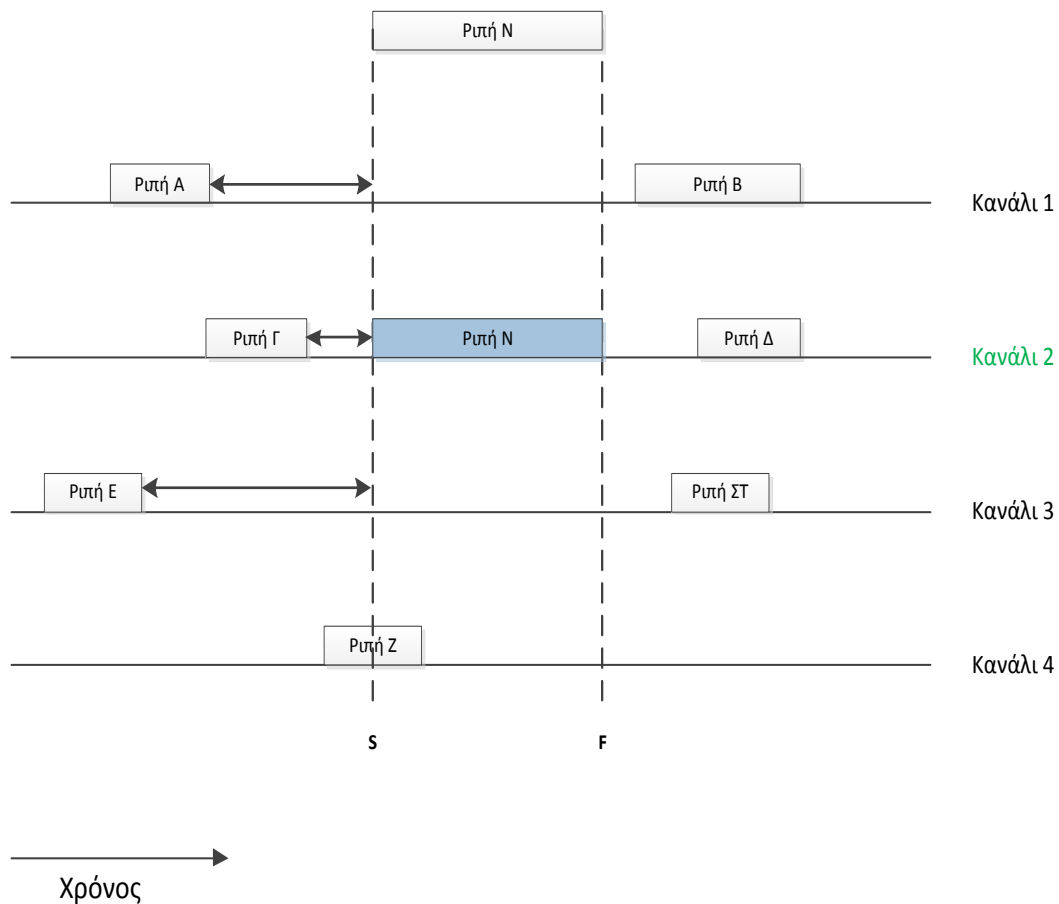
Εικόνα 4. 3 Αναποτελεσματικότητα του αλγορίθμου Horizon

4.2 Αλγόριθμος LAUC-VF(Latest Available Unused Channel with Void Fillings)

Ο αλγόριθμος LAUC-VF είναι εκείνος ο οποίος επιχειρεί να ελαχιστοποιήσει τα χρονικά κενά που αναπόφευκτα δημιουργούνται κατά τη διαδικασία αποστολής μεταξύ δύο διαδοχικών οπτικών ριπών. Πιο συγκεκριμένα, ο αλγόριθμος αυτός προσπαθεί να οργανώσει και να προγραμματίσει την αποστολή των εισερχόμενων ριπών, εκμεταλλευόμενος στο έπακρο τη χωρητικότητα των καναλιών χρησιμοποιώντας όσο το δυνατόν λιγότερους πόρους. Η βασική ιδέα είναι κάθε νέα ριπή που φτάνει στο μεταγωγέα να μεταφέρεται στον επόμενο προορισμό μέσω του καναλιού, το οποίο δε χρησιμοποιείται για το χρονικό διάστημα που απαιτείται προκειμένου να αποσταλεί η νέα ριπή. Τα κανάλια αυτά χαρακτηρίζονται από τον αλγόριθμο ως

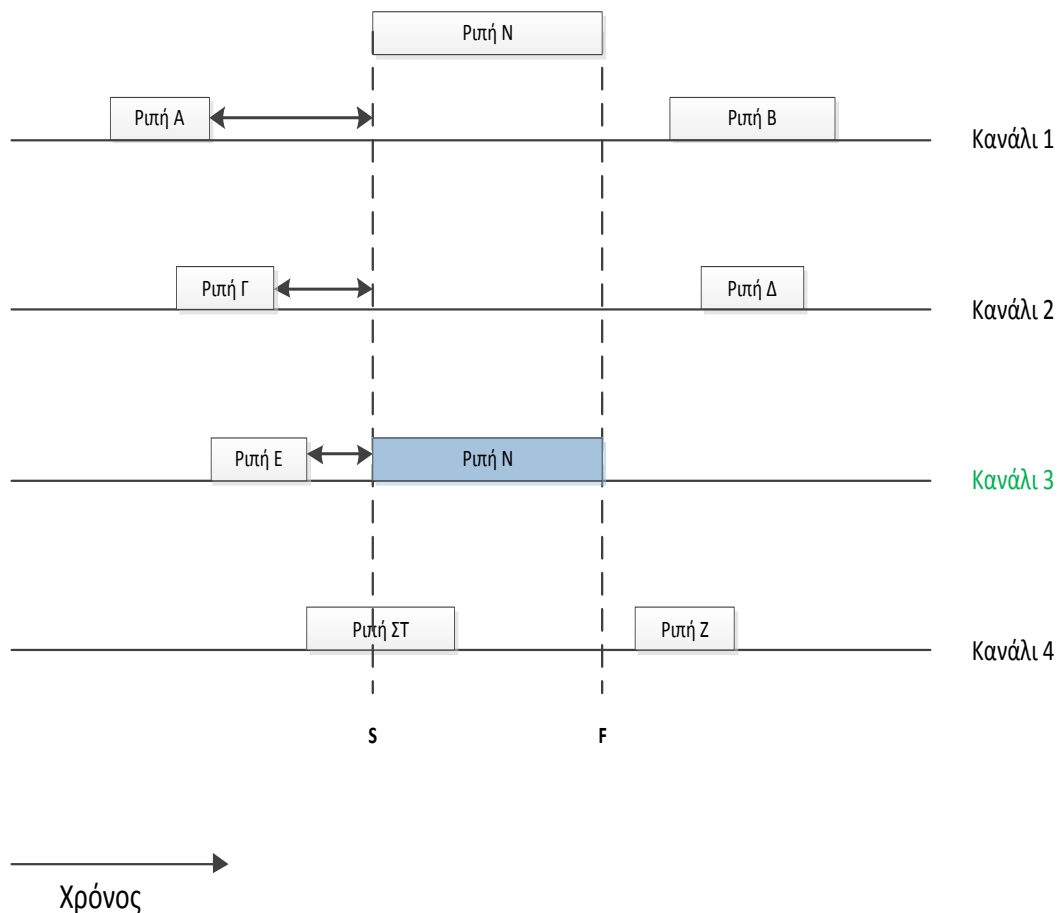
αχρησιμοποίητα. Ωστόσο, το κανάλι που τελικά θα επιλεγεί για να μεταφέρει την καινούρια ριπή, δεν εξαρτάται μόνο από το αν είναι αχρησιμοποίητο, αλλά και από την απόσταση που χωρίζει τη χρονική στιγμή ολοκλήρωσης της αποστολής της προηγούμενης ριπής και την χρονική στιγμή έναρξης της αποστολής της νέας.

Στην Εικόνα 4.4, βλέπουμε μία πιθανή περίπτωση χρήσης του αλγορίθμου LAUC-VF για τον χρονοπρογραμματισμό μίας εισερχόμενης ριπής. Το πρώτο πράγμα που ελέγχει ο αλγόριθμος είναι ποιο από αυτά τα κανάλια δε χρησιμοποιείται για το χρονικό διάστημα που χρειάζεται η νέα ριπή. Μετά από αυτό τον έλεγχο τα κανάλια 1, 2 και 3 χαρακτηρίζονται από τον αλγόριθμο ως αχρησιμοποίητα και κατά συνέπεια θεωρείται ότι μπορούν να χρησιμοποιηθούν για την αποστολή της νέας ριπής. Το δεύτερο πράγμα το οποίο ελέγχει ο αλγόριθμος είναι η απόσταση της προηγούμενης ριπής του κάθε καναλιού από τη καινούρια (ριπή N). Το κανάλι με τη μικρότερη απόσταση μεταξύ των δύο ριπών είναι εκείνο που θα επιλεγεί. Όπως φαίνεται και στην εικόνα, το κανάλι 2 είναι εκείνο που τελικά θα επιλεγεί, καθώς η απόσταση μεταξύ της παλαιάς και της νέας ριπής είναι η μικρότερη δυνατή.



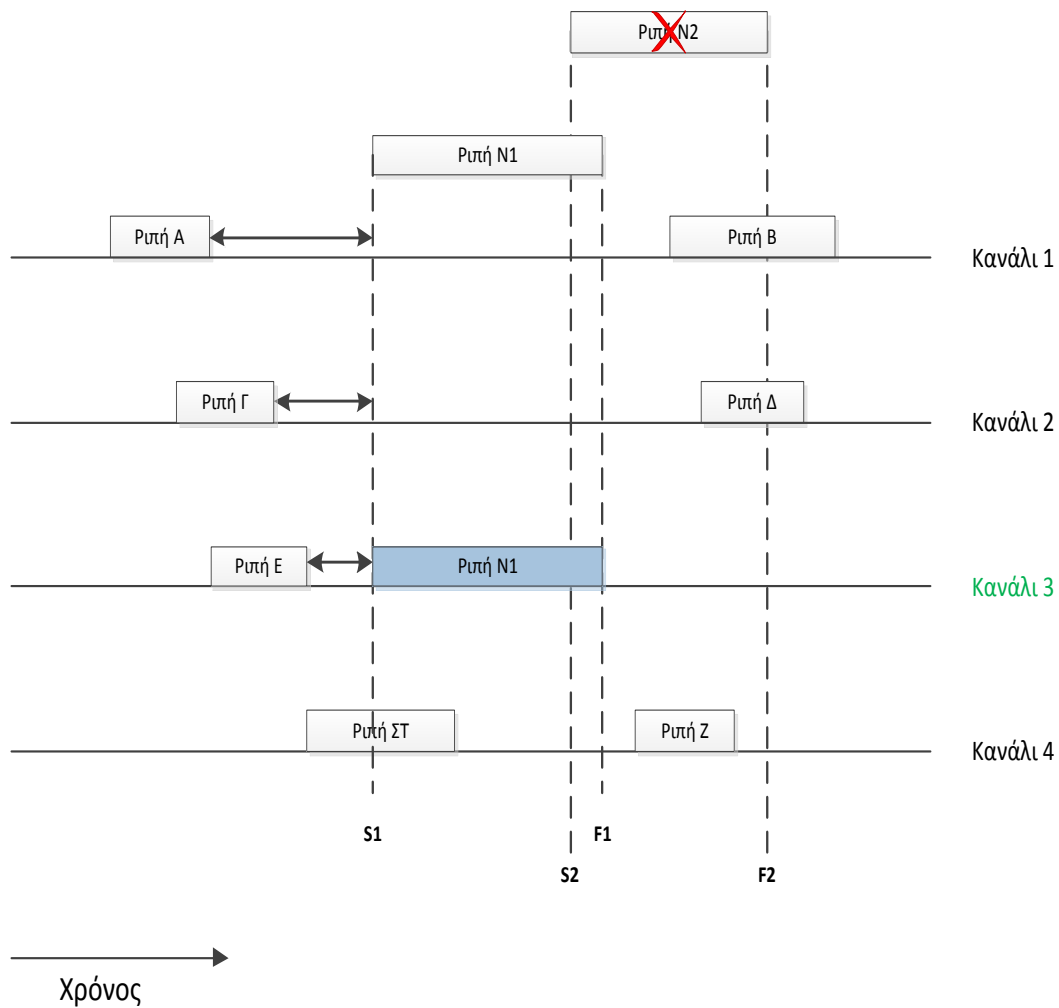
Εικόνα 4. 4 Επιλογή καναλιού μετάδοσης σύμφωνα με τον αλγόριθμο LAUC-VF

Ο αλγόριθμος LAUC-VF σε αυτή και σε παρόμοιες περιπτώσεις είναι αποδοτικός, αφού εκμεταλλεύεται όσο το δυνατόν καλύτερα τη χωρητικότητα του καναλιού, συμπληρώνοντας το χρονικό κενό που δημιουργήθηκε μεταξύ των δύο διαδοχικών ριπών Γ και Δ. Στο παράδειγμά μας και τα τρία κανάλια που μπορούν να μεταφέρουν τη ριπή είναι «προγραμματισμένα». Προγραμματισμένο θεωρείται ένα κανάλι το οποίο πρόκειται να αποστείλει μία ή περισσότερες ριπές μετά τη χρονική στιγμή ολοκλήρωσης F της νέας ριπής. Εν τούτοις, ο αλγόριθμος LAUC-VF δε λαμβάνει υπόψη του αν ένα κανάλι είναι προγραμματισμένο ή όχι. Έτσι, πολλές φορές, ενώ ο μεταγωγέας θα μπορούσε να επιλέξει ένα προγραμματισμένο κανάλι και να συμπληρώσει το κενό που υφίσταται μεταξύ δύο διαδοχικών ριπών, επιλέγει ένα μη προγραμματισμένο, εφόσον χρησιμοποιεί ως κριτήριο επιλογής μόνο την απόσταση της προηγούμενης ριπής από τη νέα.



Εικόνα 4. 5 Επιλογή καναλιού μετάδοσης σύμφωνα με τον αλγόριθμο LAUC-VF

Στην εικόνα 4.5 βλέπουμε την περίπτωση όπου η νέα ριπή μεταφέρεται από ένα μη προγραμματισμένο κανάλι, όπως το κανάλι 1 λόγω των κριτηρίων που χρησιμοποιεί ο LAUC-VF, παρόλο που υπάρχει η δυνατότητα να μεταφερθεί από το κανάλι 3 και ταυτόχρονα να συμπληρώσει το κενό του. Αυτό έχει ως αποτέλεσμα η χωρητικότητα του καναλιού να μην αξιοποιείται πλήρως, που είναι και το ζητούμενο, και τα κενά τελικά να μην εξαλείφονται. Αν στον ίδιο μεταγωγέα φτάσει την ίδια χρονική στιγμή άλλο ένα πακέτο ελέγχου, το οποίο επιθυμεί να μεταδοθεί η ριπή του την χρονική στιγμή S2, όπως φαίνεται στην εικόνα 4.6, τότε προφανώς, λόγω της «λανθασμένης» επιλογής καναλιού για την ριπή N1, η ριπή N2 θα απορριφθεί.



Εικόνα 4. 6 Η ριπή Ν2 απορρίπτεται από τον αλγόριθμο LAUC-VF επειδή προηγουμένως έχει προγραμματιστεί «λανθασμένα» η ριπή Ν1 στο κανάλι 3.

Ωστόσο, ευτυχώς, τα μειονεκτήματα του LAUC-VF αντιμετωπίζονται πολύ εύκολα χρησιμοποιώντας διάφορες παραλλαγές του υπάρχοντα αλγορίθμου με επιπλέον κριτήρια επιλογής των καναλιών μετάδοσης(π.χ. Min-EV, Max-SV, Max-EV, Best fit, Weighted Best fit).

4.3 Αλγόριθμος Min-SV(Minimum Starting Void)

Ο αλγόριθμος Min-SV αποτελεί μία παραλλαγή του αλγορίθμου Horizon. Η βασική διαφορά μεταξύ των δύο αλγορίθμων είναι ότι η δρομολόγηση των οπτικών ριπών γίνεται με βάση την χρονική στιγμή άφιξης της ριπής και όχι με βάση την χρονική στιγμή άφιξης του πακέτου ελέγχου. Πιο συγκεκριμένα, τα switches που υλοποιούν τον αλγόριθμο Min-SV θα πρέπει απαραίτητα να διαθέτουν ένα χώρο προσωρινής αποθήκευσης(Buffer) των πακέτων ελέγχου των εισερχόμενων οπτικών ριπών όπου θα παραμένουν εκεί για χρονικό διάστημα μικρότερο ή ίσο με Δ . Καθώς τα πακέτα ελέγχου φτάνουν στον κόμβο εκείνος τα αποθηκεύει στον Buffer χωρίς να δεσμεύσει χώρο για τις επερχόμενες ριπές ακόμα και όταν όλα τα κανάλια είναι ελεύθερα. Το διάστημα αυτό ισούται με την χρονική στιγμή άφιξης του πακέτου ελέγχου μείον την χρονική στιγμή άφιξης της αντίστοιχης ριπής. Συνεπώς, η τιμή του Δ δεν είναι μία σταθερά αλλά προσδιορίζεται για κάθε ριπή ξεχωριστά σύμφωνα με τις χρονικές στιγμές άφιξης των πακέτων ελέγχου και των αντίστοιχων ριπών.

Παράλληλα με την αποθήκευση των πακέτων ελέγχου, διενεργείται μία ανακατάταξη αυτών σε αύξουσα σειρά σύμφωνα πάντα με το Δ κάθε ριπής. Η ανακατάταξη αυτή αποσκοπεί στη δημιουργία μιας «σειράς προτεραιότητας» σε σχέση με την εξυπηρέτηση-επεξεργασία των πακέτων που καταφθάνουν στον κόμβο.

Σε αντίθεση με τους προηγούμενους αλγορίθμους ο Min-SV εξυπηρετεί τα πακέτα ελέγχου σύμφωνα με την θέση τους στον χώρο προσωρινής αποθήκευσης. Ένα στιγμιότυπο του χώρου προσωρινής αποθήκευσης στον κόμβο αναπαρίσταται στην εικόνα 4.7.

BUFFER

Πακέτο Ελέγχου	Δ	Μέγεθος ριπής
A	5	10
...	5	8
...	5	4
...	8	15
...	9	11
...	9	9

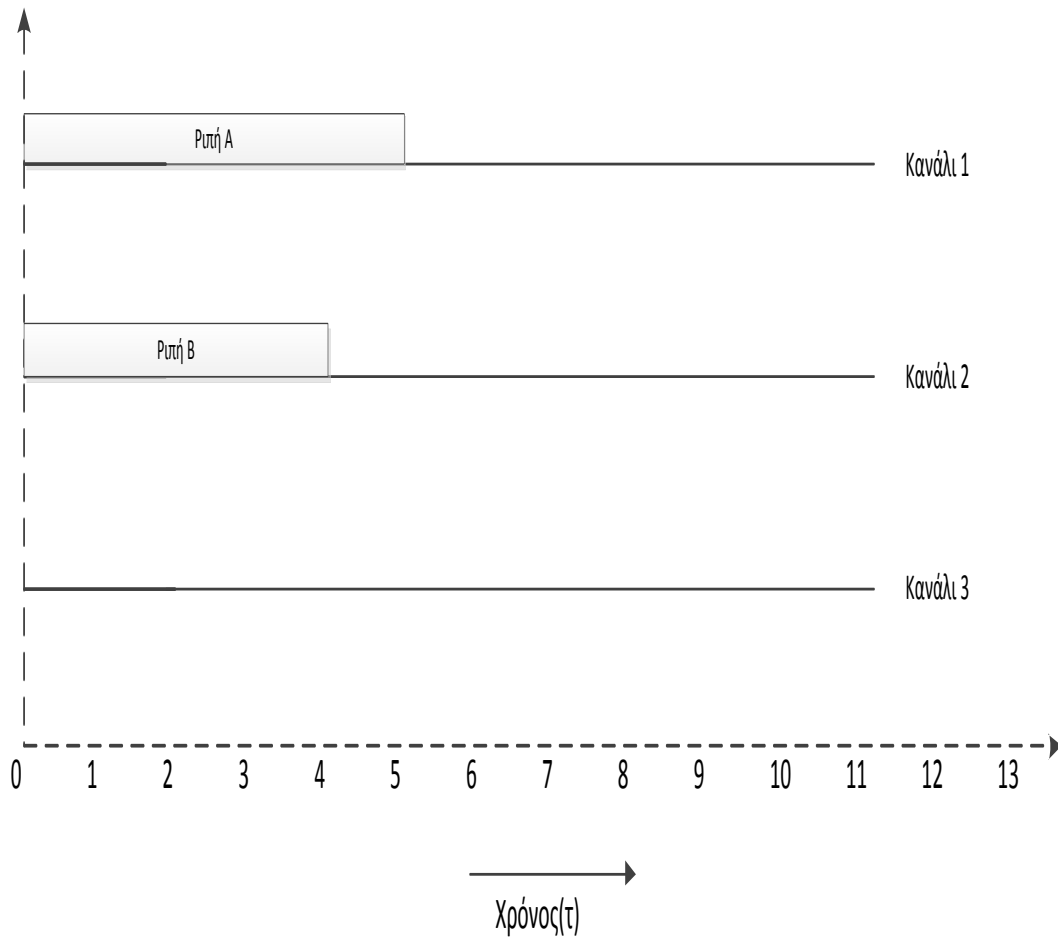
Εικόνα 4. 7 Στιγμιότυπο του χώρου αποθήκευσης(Buffer) πακέτων ελέγχου σε έναν κόμβο

Όπως φαίνεται και στο παραπάνω στιγμιότυπο, σε περίπτωση που οι ριπές δεδομένων έχουν την ίδια χρονική στιγμή άφιξης, η προτεραιότητα δίνεται στη μεγαλύτερη σε μέγεθος ριπή.

Στη συνέχεια, οι ριπές δρομολογούνται με βάση τον αλγόριθμο Horizon, χωρίς ωστόσο να δεσμεύεται χώρος εκ των προτέρων, και με την προϋπόθεση ότι η τιμή του Δ κάθε ριπής είναι ίση με το μηδέν(0) . Στις επόμενες εικόνες δίνονται τα στιγμιότυπα της λειτουργικότητας του αλγορίθμου.

BUFFER

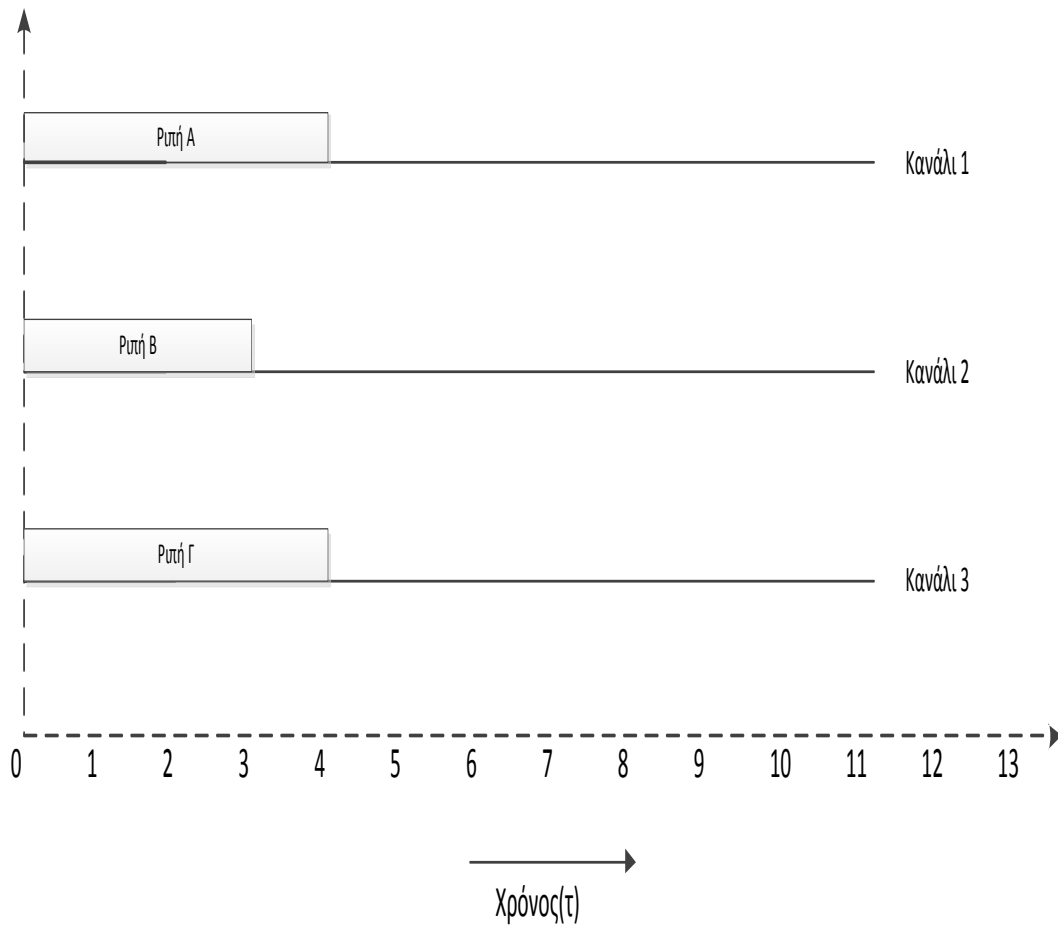
Πακέτο Ελέγχου	Δ	Μέγεθος ριτής
A	0	5
...	0	4
...	1	4
...	3	9
...	4	11
...	4	9



Εικόνα 4. 8 Στιγμιότυπο της λειτουργικότητας του αλγορίθμου Min-SV.

BUFFER

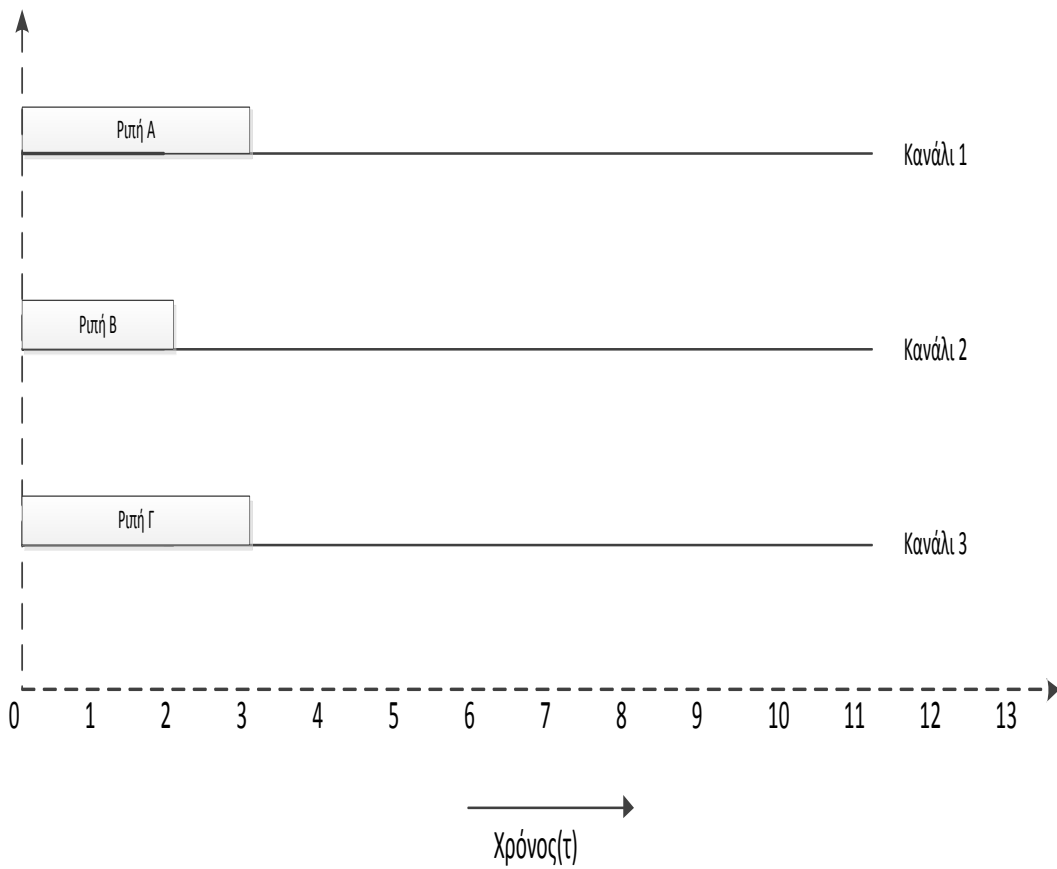
Πακέτο Ελέγχου	Δ	Μέγεθος ριτής
Γ	0	4
...	2	9
...	3	11
...	3	9
...	6	6
-κενό-	-κενό-	-κενό-



Εικόνα 4. 9 Στιγμιότυπο της λειτουργικότητας του αλγορίθμου Min-SV.

BUFFER

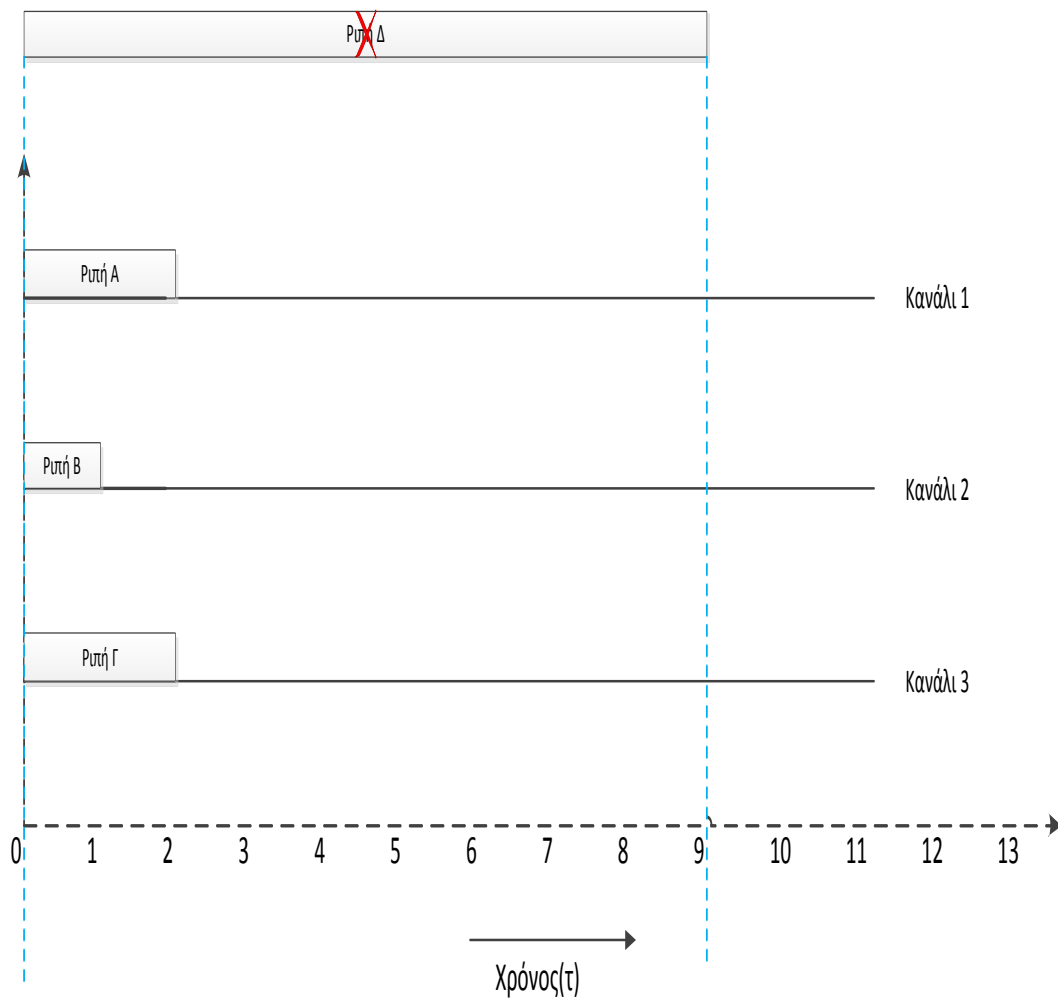
Πακέτο Ελέγχου	Δ	Μέγεθος ρυθής
Δ	1	9
...	2	11
...	2	9
...	5	6
-ΚΕΝΟ-	-ΚΕΝΟ-	-ΚΕΝΟ-
-ΚΕΝΟ-	-ΚΕΝΟ-	-ΚΕΝΟ-



Εικόνα 4. 10 Στιγμιότυπο της λειτουργικότητας του αλγορίθμου Min-SV.

BUFFER

Πακέτο Ελέγχου	Δ	Μέγεθος ριπής
Δ	0	9
...	1	11
...	1	9
...	4	6
-κενό-	-κενό-	-κενό-
-κενό-	-κενό-	-κενό-



Εικόνα 4. 11 Στιγμιότυπο της λειτουργικότητας του αλγορίθμου Min-SV.

5. Προσομοίωση Αλγορίθμων

Στα πλαίσια της εργασίας μας σχετικά με τον χρονοπρογραμματισμό των οπτικών ριπών που εισέρχονται σε ένα κόμβο, προσομοιώθηκαν οι αλγόριθμοι Horizon, LAUC-VF και Min-SV χρησιμοποιώντας το περιβάλλον του MATLAB. Η προσομοίωση των αλγορίθμων περιλαμβάνει τη δημιουργία ενός εικονικού switch, το οποίο δέχεται από το δίκτυο οπτικές ριπές με σκοπό να τις μεταδώσει. Η μετάδοση των δεδομένων στον επόμενο προορισμό γίνεται με διάφορους τρόπους σύμφωνα πάντα με τον αλγόριθμο που χρησιμοποιείται. Προκειμένου να αξιολογηθεί η απόδοση κάθε αλγορίθμου πραγματοποιήθηκαν ορισμένα πειράματα. Στα πειράματα αυτά, οι εικονικοί πόροι του δικτύου, όπως οι οπτικές ίνες, καθώς επίσης και τα χαρακτηριστικά των οπτικών ριπών, όπως το μέγεθος, χρησιμοποιήθηκαν ως μεταβαλλόμενες τιμές.

Οι μετρικές που χρησιμοποιήθηκαν και μελετήθηκαν για την ανάπτυξη ασφαλών συμπερασμάτων, είναι το ποσοστό απόρριψης οπτικών ριπών(drop ratio) και το ποσοστό αξιοποίησης των καναλιών μετάδοσης δεδομένων(channel utilization), σε συνάρτηση με το μέγεθος των ριπών και τον ρυθμό άφιξης οπτικών ριπών. Για τις ανάγκες των πειραμάτων χρησιμοποιήθηκαν η κατανομή Poisson και η κατανομή Pareto.

5.1 Πείραμα Πρώτο

Στο πρώτο πείραμα που πραγματοποιήθηκε, θεωρήθηκε ότι ο κόμβος στον οποίο εισέρχονται οι ριπές είναι συνδεδεμένος με τον επόμενο κόμβο, μέσω μόλις μίας οπτικής ίνας, η οποία διαθέτει πέντε κανάλια μετάδοσης δεδομένων. Με βάση αυτά τα δεδομένα δημιουργήθηκε ένας πίνακας μεγέθους πέντε γραμμών και χιλίων στηλών, όπου κάθε γραμμή αντιστοιχεί σε ένα κανάλι και κάθε στήλη αντιστοιχεί σε μία χρονική μονάδα.

Για τον προσδιορισμό του συνόλου των πακέτων ελέγχου που έφταναν στο κόμβο, κάθε μία χρονική μονάδα, χρησιμοποιήθηκε μία έτοιμη συνάρτηση που περιλαμβάνεται στο περιβάλλον του MATLAB και υλοποιεί την κατανομή Poisson, παράγοντας τυχαίους ακέραιους αριθμούς γύρω από την τιμή του συντελεστή λ . Οι τιμές που δώθηκαν στο συντελεστή λ για τις ανάγκες του πρώτου πειράματος ξεκινούσαν από το 1 και έφταναν διαδοχικά έως και το 10. Για κάθε μία ακέραια τιμή του συντελεστή λ , προσομοιώθηκαν οι αλγόριθμοι χρονοπρογραμματισμού για χρονικό διάστημα ίσο με δέκα χιλιάδες χρονικές μονάδες.

Το μέγεθος κάθε ριπής, καθώς και η χρονική στιγμή άφιξης των ριπών προσδιορίζονται με βάση την κατανομή Poisson με την τιμή του συντελεστή λ να ισούται με πέντε, όσον αφορά το μέγεθος, ενώ για την χρονική στιγμή άφιξης κάθε ριπής η τιμή του συντελεστή λ ήταν ίση με δέκα. Κάθε κελί(slot) του πίνακα μας ισοδυναμεί με μία μονάδα μεγέθους της ριπής. Έτσι, αν για παράδειγμα, η τιμή του μεγέθους μίας ριπής A , ήταν 5 και η τιμή της χρονικής στιγμής άφιξης της, ήταν 8 τότε ο πίνακας μας θα είχε της εξής μορφή:

1															
2															
3															
4															
5															
	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15

Πίνακας 5.1

Το παραπάνω παράδειγμα ισχύει μόνο για τον αλγόριθμους Horizon και LAUC-VF καθώς ο αλγόριθμος Min-SV δεν δεσμεύει από πριν χώρο. Η μορφή του πίνακα για το συγκεκριμένο παράδειγμα με βάση τον αλγόριθμο Min-SV θα ήταν:

1															
2															
3															
4															
5															
	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15

Πίνακας 5.2

Μετά το πέρας 8 χρονικών μονάδων η μορφή του πίνακα θα ήταν:

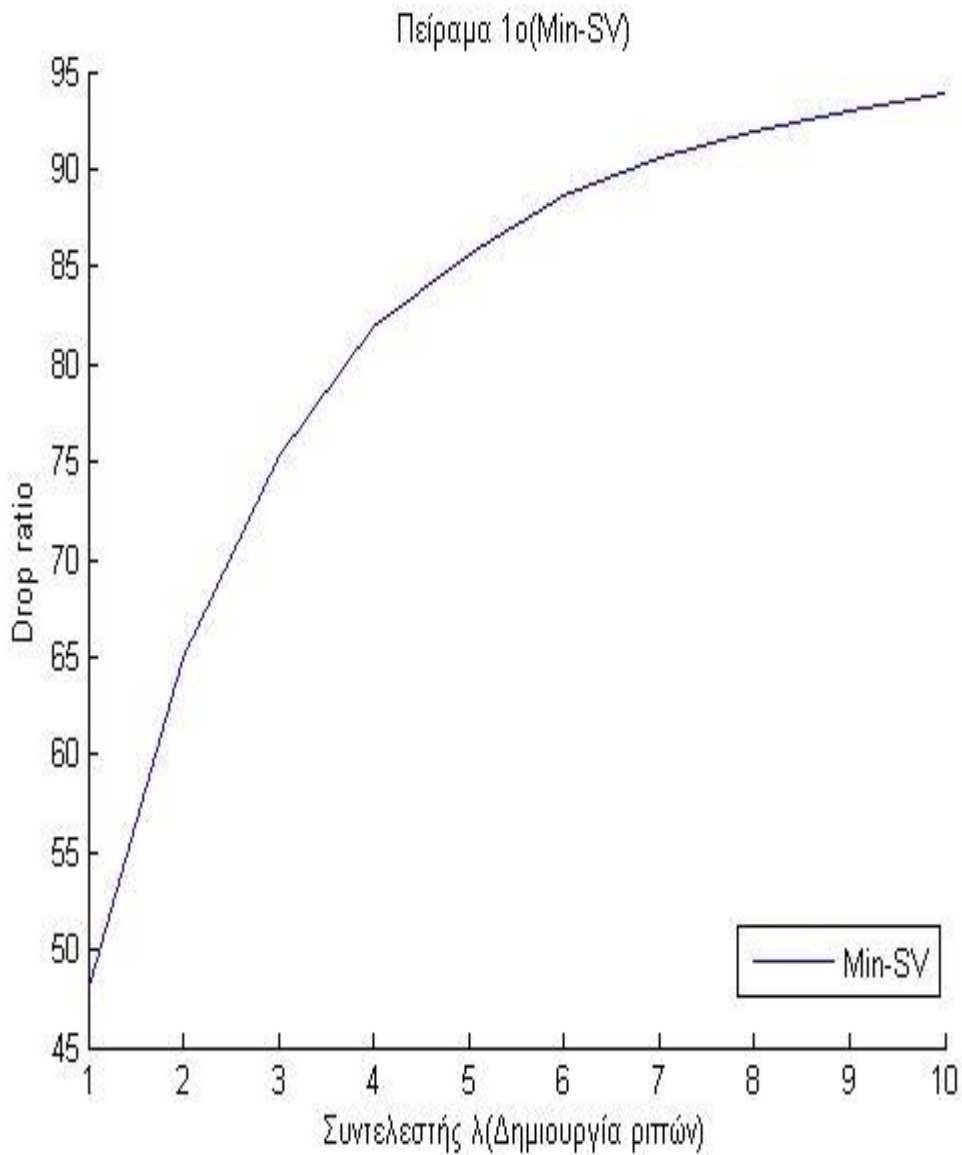
1															
2															
3															
4															
5															
	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15

Πίνακας 5.3

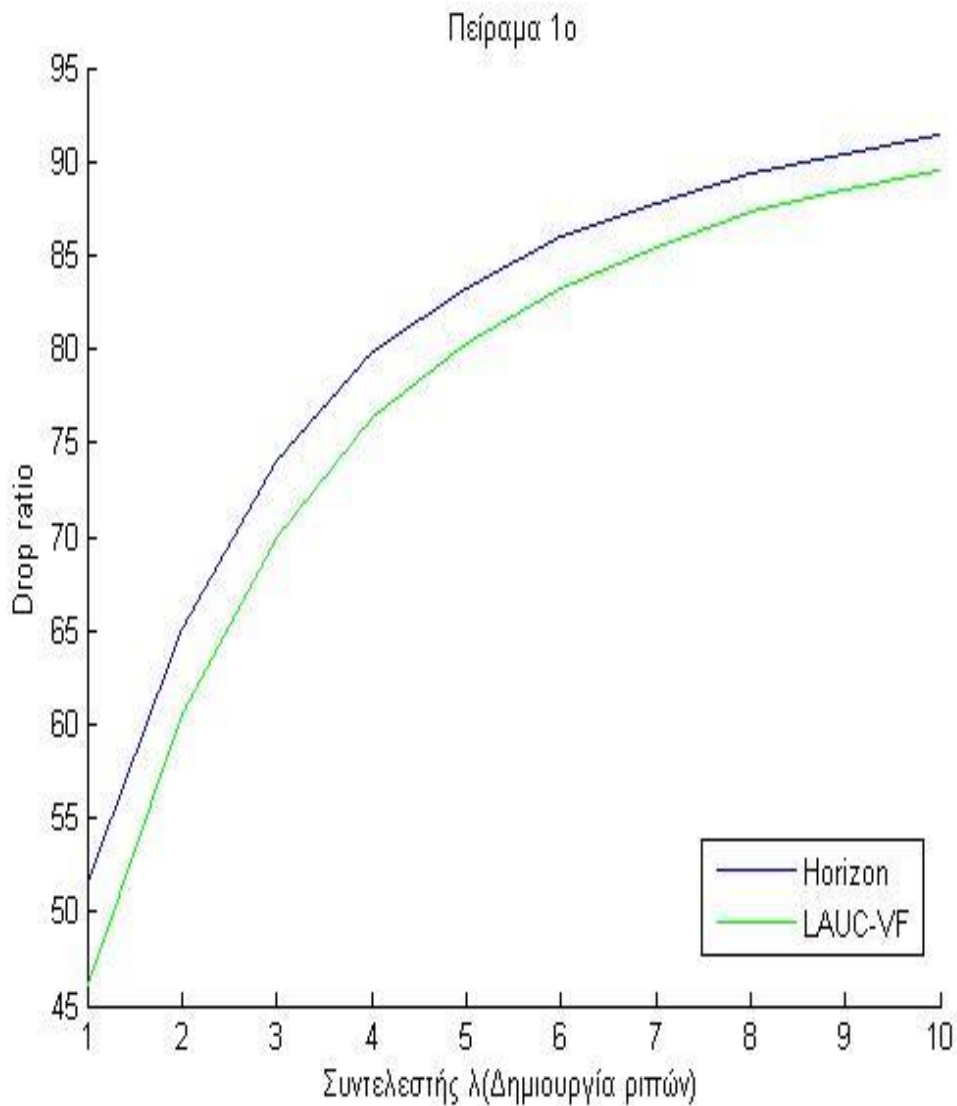
Για την υλοποίηση του αλγορίθμου Min-SV χρησιμοποιήθηκαν δύο επιπλέον πίνακες. Στον πρώτο πίνακα, αποθηκεύεται το offset time(χρονική στιγμή άφιξης) των ριπών που επρόκειτο να έρθουν στον κόμβο καθώς επίσης και το μέγεθος κάθε μιας. Στη συνέχεια, τοποθετούνται με βάση το offset time σε αύξουσα σειρά. Στον δεύτερο πίνακα, τοποθετούνται οι ριπές εκείνες που το χρονικό διάστημα Δ είχε λήξει και έπρεπε να μεταδοθούν. Σε αυτό το σημείο, γινόταν και πάλι μία

ανακατάταξη του πίνακα, αυτή τη φορά όμως, με βάση το μέγεθος κάθε ριπής. Το αποτέλεσμα αυτής της ανακατάταξης ήταν οι ριπές που έχουν το ίδιο offset time αλλά μεγαλύτερο μέγεθος να προηγούνται.

Τα αποτελέσματα των αλγορίθμων για το πρώτο πείραμα απεικονίζονται στα παρακάτω διαγράμματα.



Πείραμα 1ο - Ευκώνα 5. 1



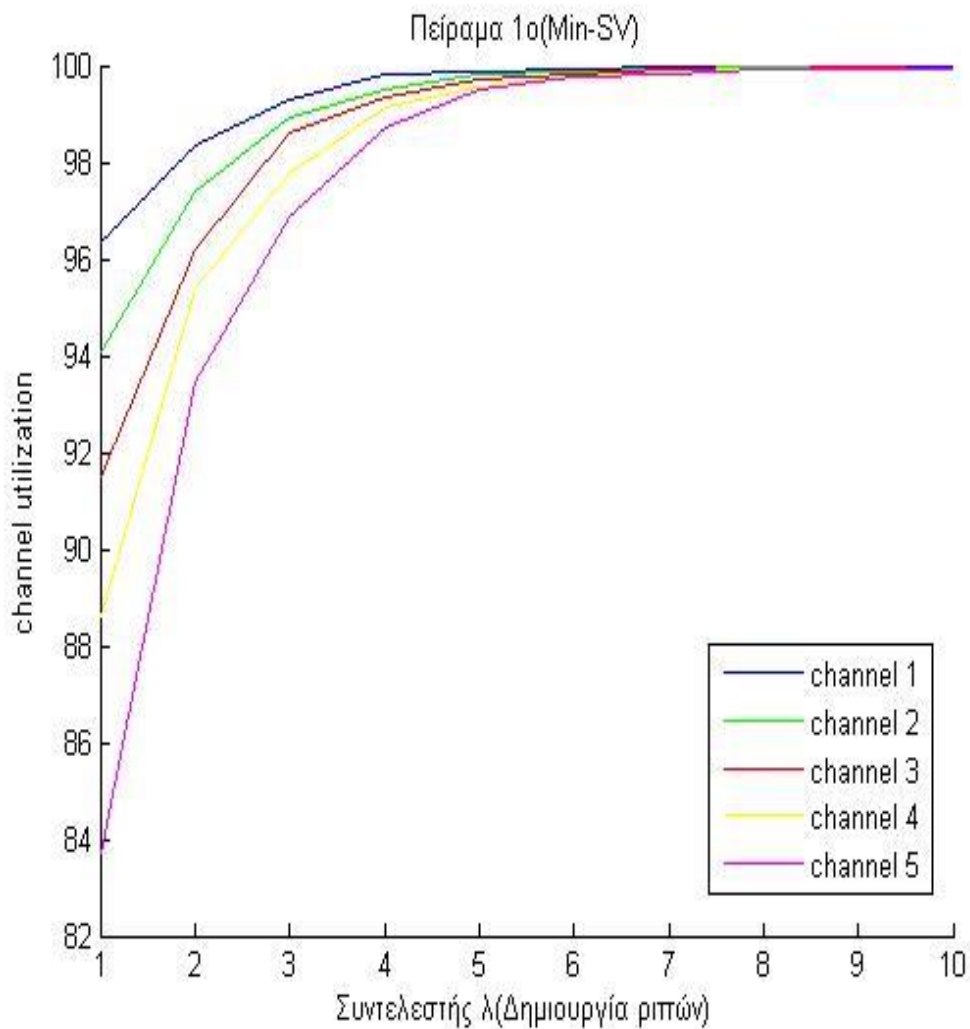
Πείραμα 1ο - Εικόνα 5. 2

Η αύξηση του συνολικού αριθμού των πακέτων ελέγχου που εισέρχονται στον κόμβο είχε ως αποτέλεσμα την αύξηση του ποσοστού απόρριψης των ριπών και για τους τρεις αλγόριθμους. Οι Αλγόριθμοι Min-SV και Horizon κινήθηκαν στα ίδια επίπεδα. Ωστόσο, ο αλγόριθμος που φαίνεται να επηρεάστηκε περισσότερο είναι ο Min-SV, ο οποίος ξεκινάει με μικρότερο ποσοστό απόρριψης ριπών από τον αλγόριθμο Horizon και καταλήγει πολύ γρήγορα να εξισορροπήσει και να ξεπεράσει τα ποσοστά απόρριψης του Horizon. Ο αλγόριθμος LAUC-VF είναι εκείνος ο οποίος παρουσίασε τα μικρότερα ποσοστά απόρριψης καθ' όλη τη διάρκεια του πειράματος.

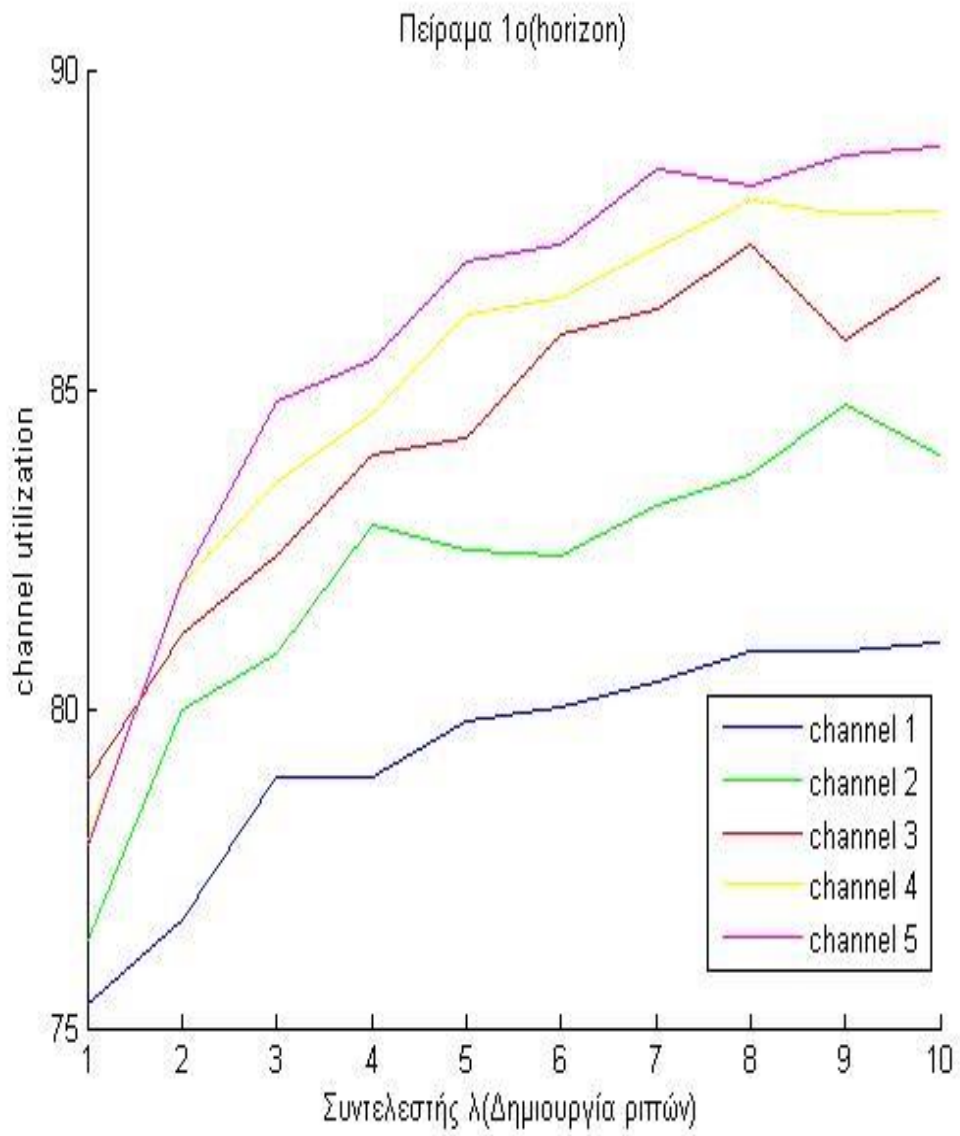
Αξιοσημείωτο, είναι το γεγονός ότι οι αλγόριθμοι Horizon και LAUC-VF παρουσιάζουν περίπου την ίδια ποσοστιαία αύξηση

απορρίψεων, ενώ ο Min-SV αυξάνεται δραματικά τουλάχιστον για τις πρώτες 5 τιμές του συντελεστή λ .

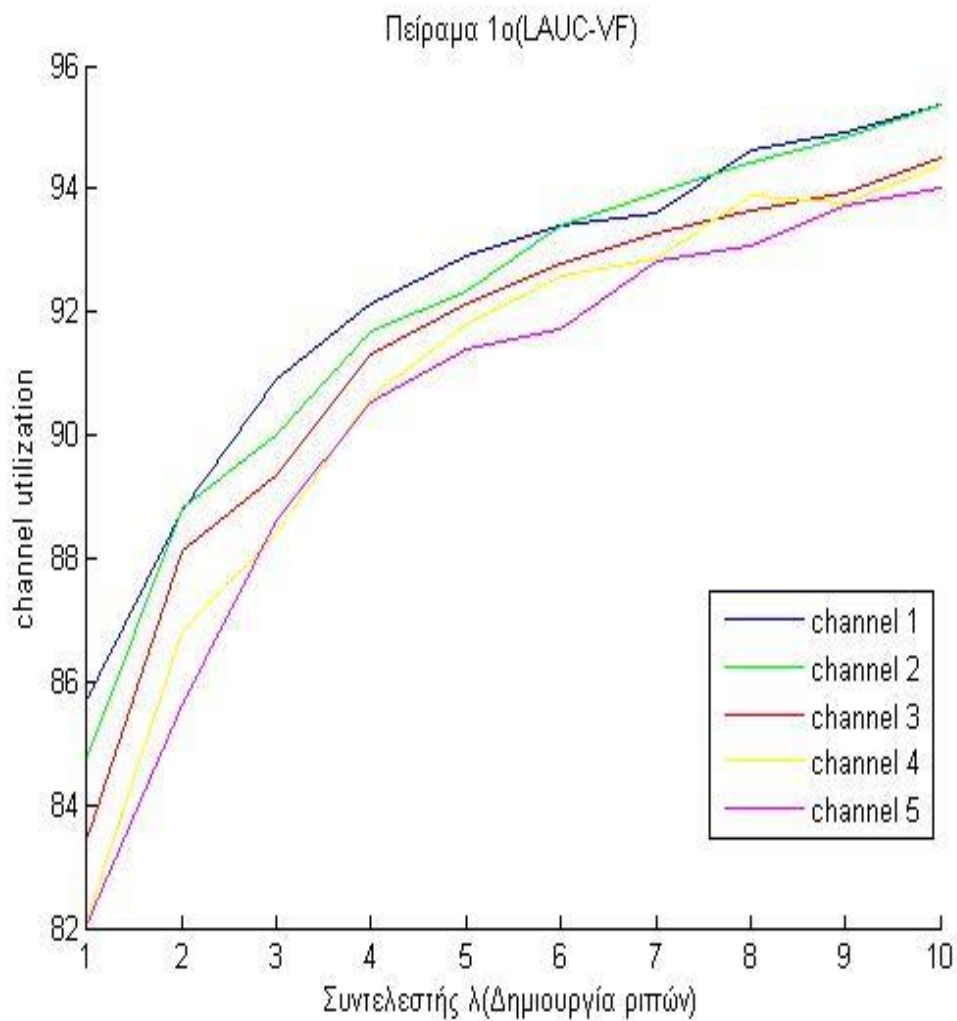
Μία άλλη μετρική η οποία χρησιμοποιήθηκε για την αξιολόγηση των αλγορίθμων είναι η αξιοποίηση των καναλιών(channel utilization).



Πείραμα 1ο - Εικόνα 5.3



Πείραμα 1ο - Εικόνα 5. 4



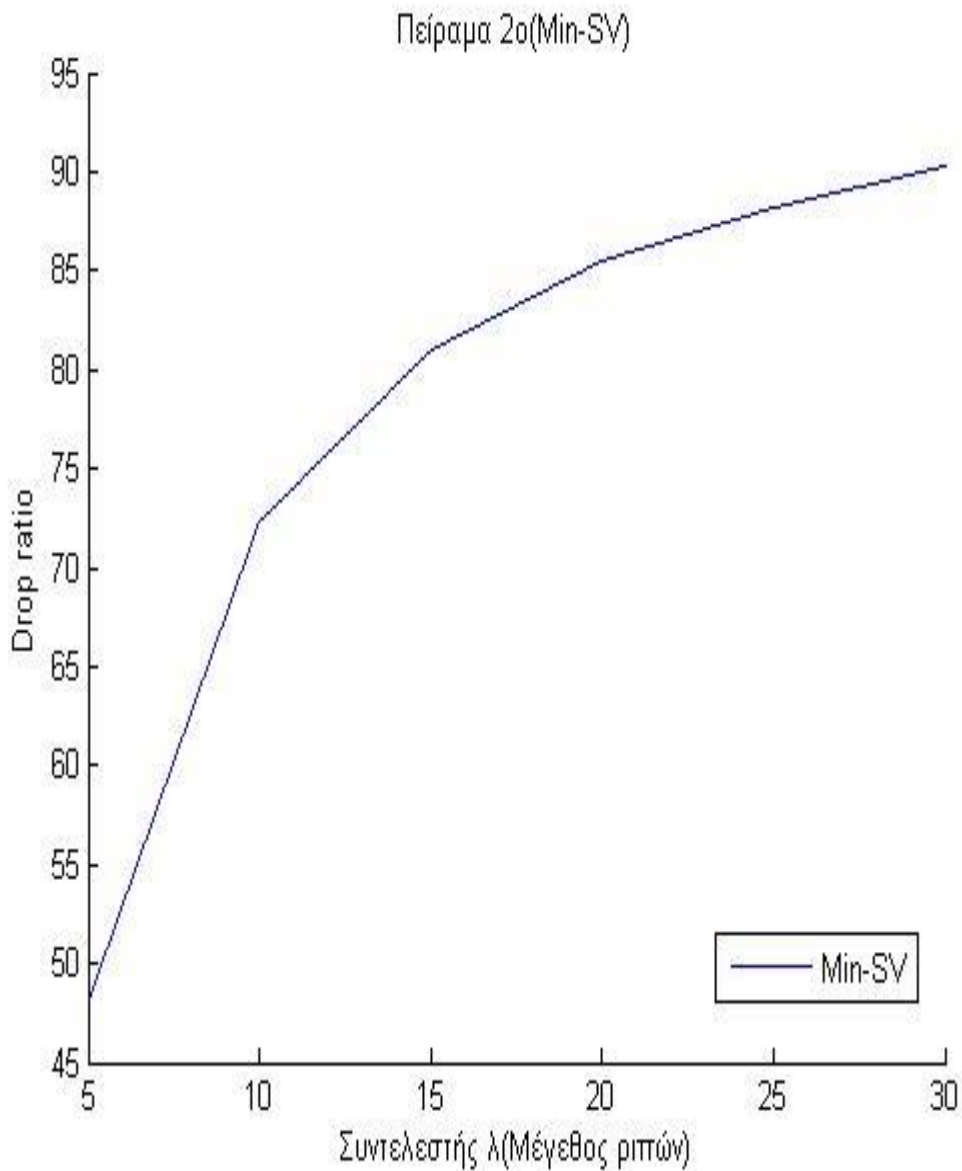
Πείραμα 1ο - Εικόνα 5. 5

Από τα αποτελέσματα που απεικονίζονται στα γραφήματα, ο αλγόριθμος Min-SV είναι εκείνος με τα μεγαλύτερα ποσοστά του channel utilization.

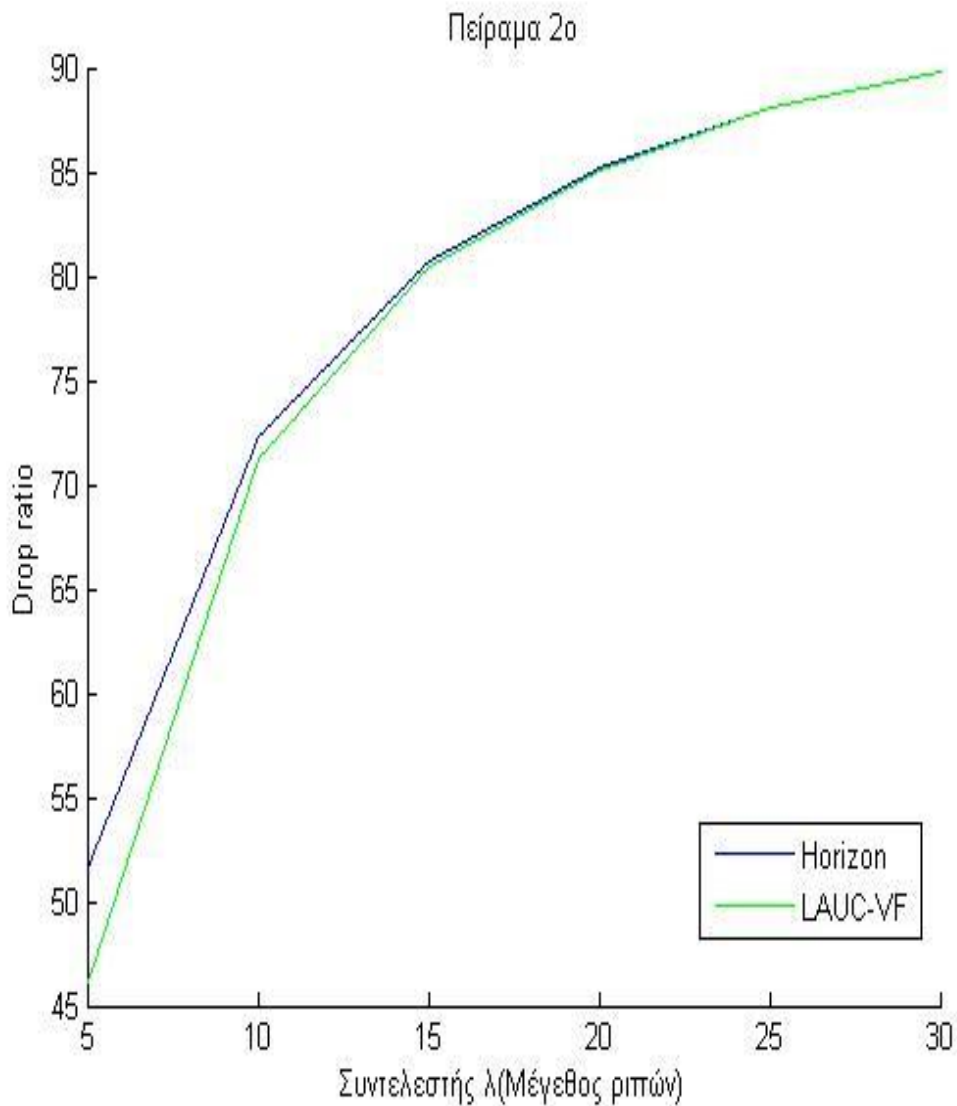
5.2 Πείραμα Δεύτερο

Στο δεύτερο πείραμα που πραγματοποιήθηκε, θεωρήθηκε και πάλι ότι ο κόμβος μας είναι συνδεδεμένος με τον επόμενο κόμβο με μόλις μία οπτική ίνα η οποία διαθέτει πέντε κανάλια μετάδοσης δεδομένων. Χρησιμοποιώντας την κατανομή Poisson, με την τιμή του συντελεστή λ να ισούται σε όλη τη διάρκεια του πειράματος με τη μονάδα,

προσδιορίστηκε το σύνολο των πακέτων ελέγχου, που κατέφταναν στον κόμβο, σε κάθε επόμενη χρονική μονάδα. Η παράμετρος η οποία διαφοροποιήθηκε αυτή τη φορά σε κάθε επανάληψη του πειράματος, ήταν το μέγεθος της ριπής. Το ίδιο πείραμα επαναλήφθηκε για τις τιμές 5,10,15,20,25 και 30 του συντελεστή λ. Τα αποτελέσματα του πειράματος φαίνονται στα παρακάτω γραφήματα.

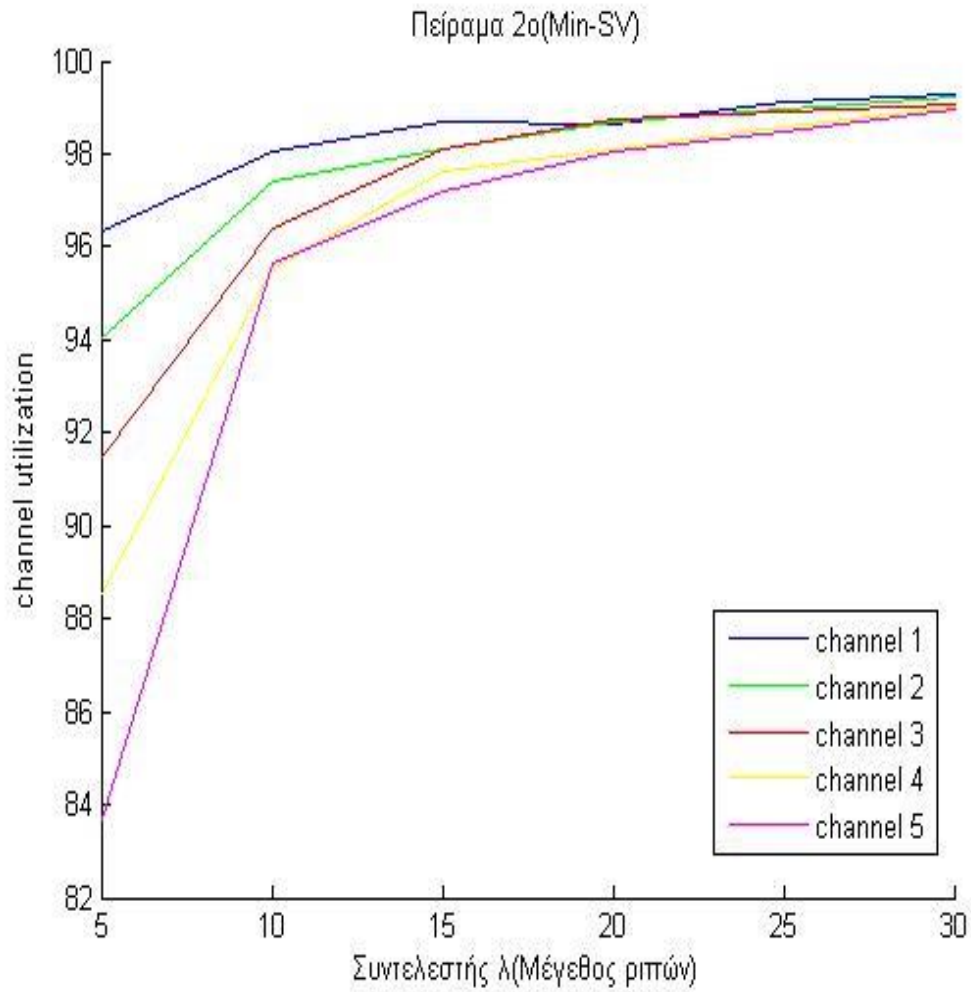


Πείραμα 2ο - Εικόνα 5. 1



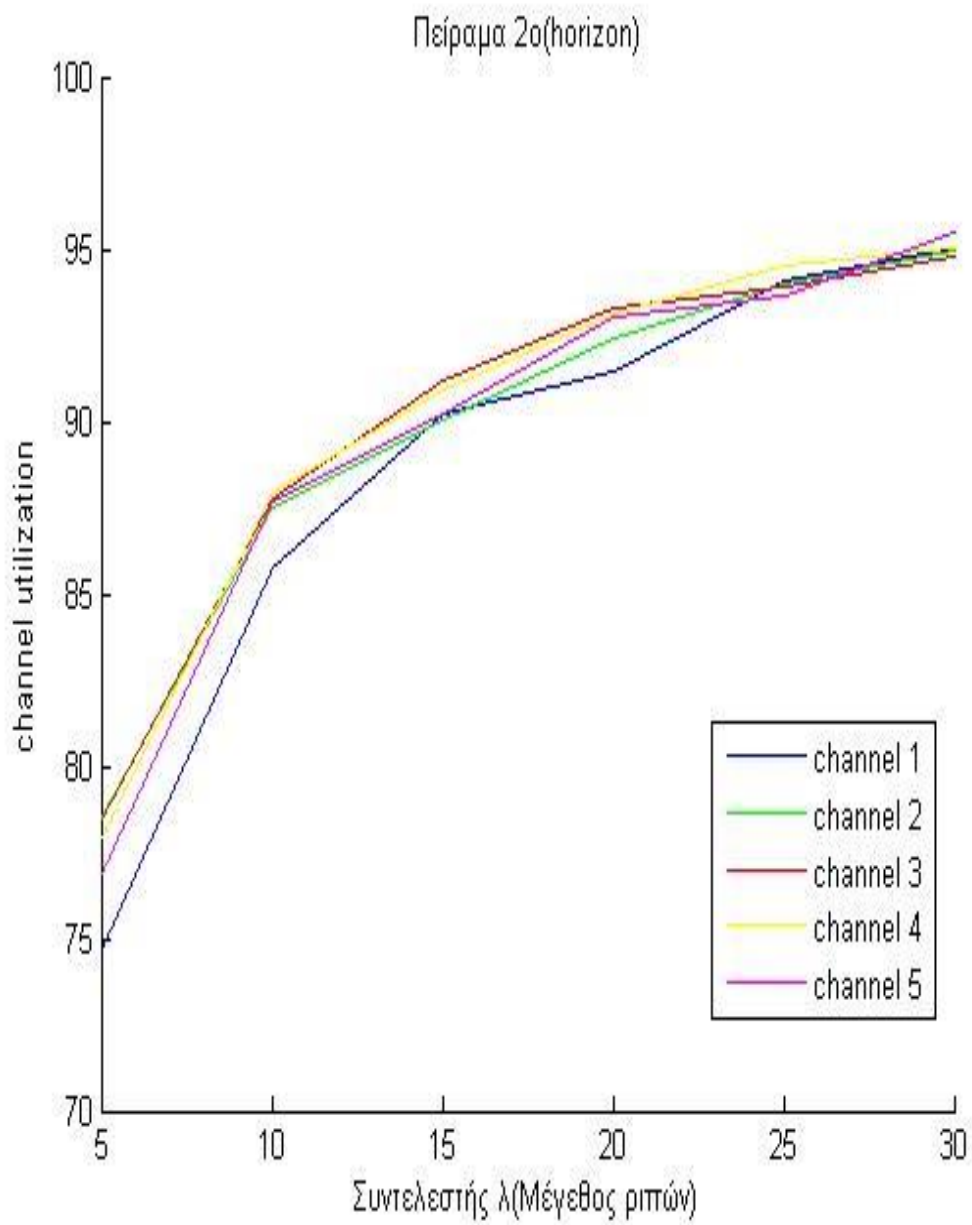
Πείραμα 2ο - Εικόνα 5. 2

Τα ποσοστά απόρριψης των τριών αλγορίθμων, αποδεικνύουν ότι η αύξηση του μεγέθους των ριπών επιφέρει περισσότερες απορρίψεις(drops). Σε αυτό το πείραμα, ο αλγόριθμος LAUC-VF φαίνεται να υπερτερεί έναντι των άλλων δύο, μόνο όμως για τις τρεις πρώτες τιμές του μεγέθους. Για τις τιμές του λ από 15 έως 30 οι αλγόριθμοι έχουν σχεδόν τα ίδια αποτελέσματα.

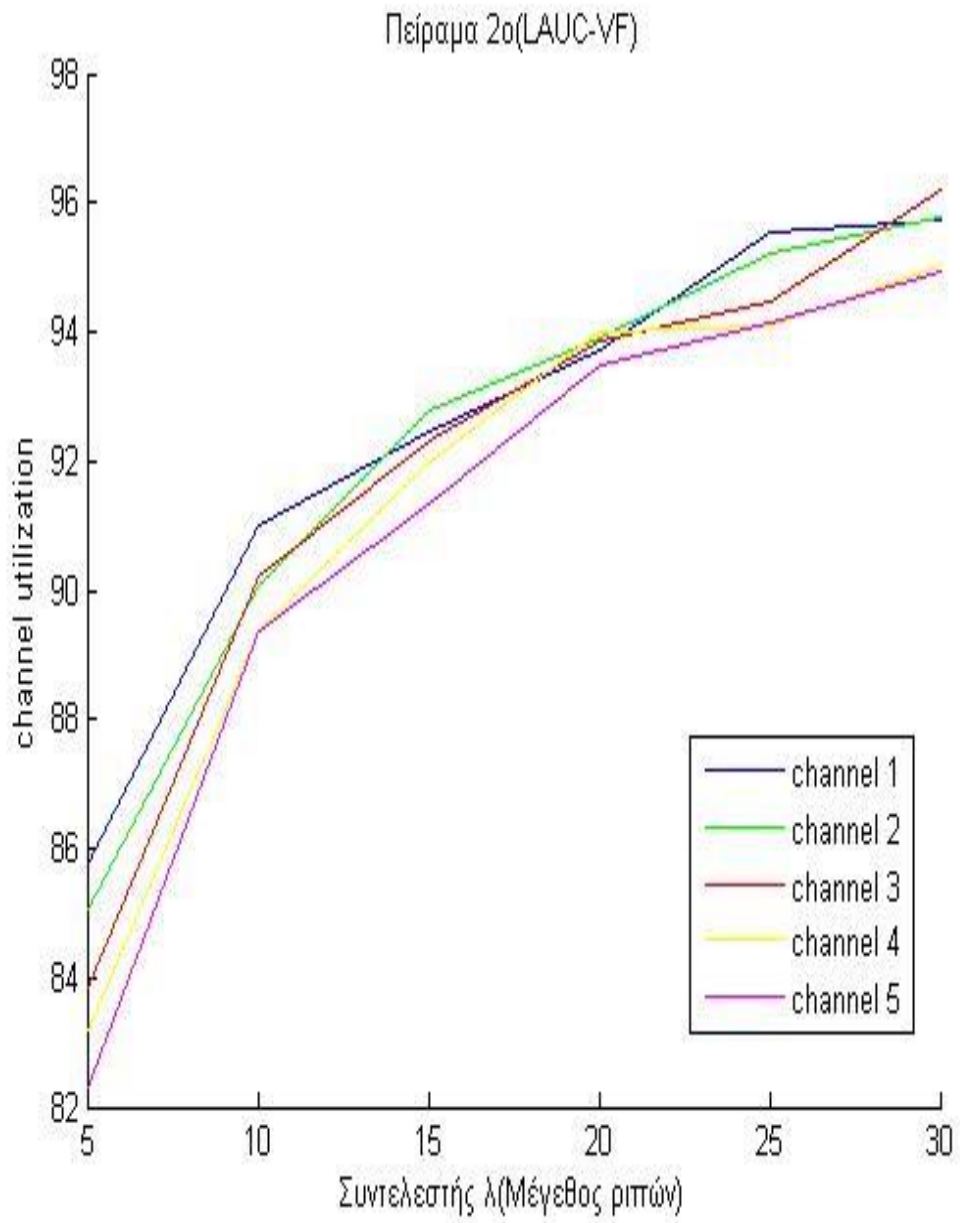


Πείραμα 2ο - Εικόνα 5. 3

Όπως και στο πρώτο πείραμα έτσι και εδώ ο αλγόριθμος Min-SV είναι αυτός που αξιοποιεί τη χωρητικότητα των καναλιών σε μεγαλύτερα ποσοστά.



Πείραμα 2ο - Εικόνα 5. 4



Πείραμα 2ο - Εικόνα 5. 5

5.3 Πείραμα Τρίτο

Στο τρίτο πείραμα που πραγματοποιήθηκε, ως συνέχεια του πρώτου και του δεύτερου, προστέθηκαν στο κόμβο άλλες τρεις οπτικές ίνες. Δημιουργήθηκε ένας πίνακας τριών διαστάσεων όπου η τρίτη διάσταση αναπαριστά τις τέσσερις πλέον διαφορετικές ίνες. Κάθε μία από τις τρεις καινούριες οπτικές ίνες διαθέτουν πέντε κανάλια. Συνεπώς, το μέγεθος του πίνακα όσον αφορά τις δύο προηγούμενες διαστάσεις, παρέμεινε το ίδιο. Με την προσθήκη όμως αυτή, η μορφή του πίνακα μας θα είναι η εξής:

Οπτική Ίνα 1

1															
2															
3															
4															
5															
	1	2	3	4	5	1000

Οπτική Ίνα 2

1															
2															
3															
4															
5															
	1	2	3	4	5	1000

Οπτική Ίνα 3

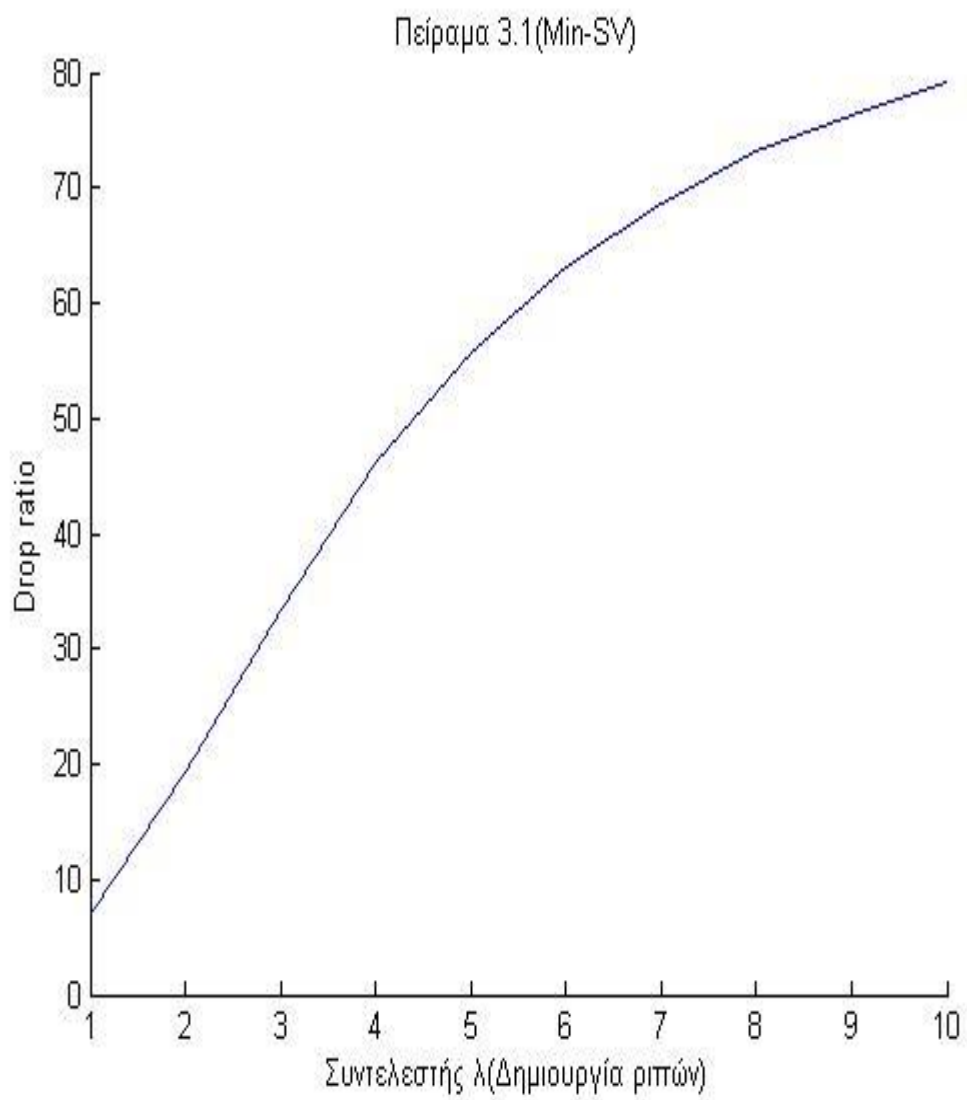
1															
2															
3															
4															
5															
	1	2	3	4	5	1000

Οπτική Ίνα 4

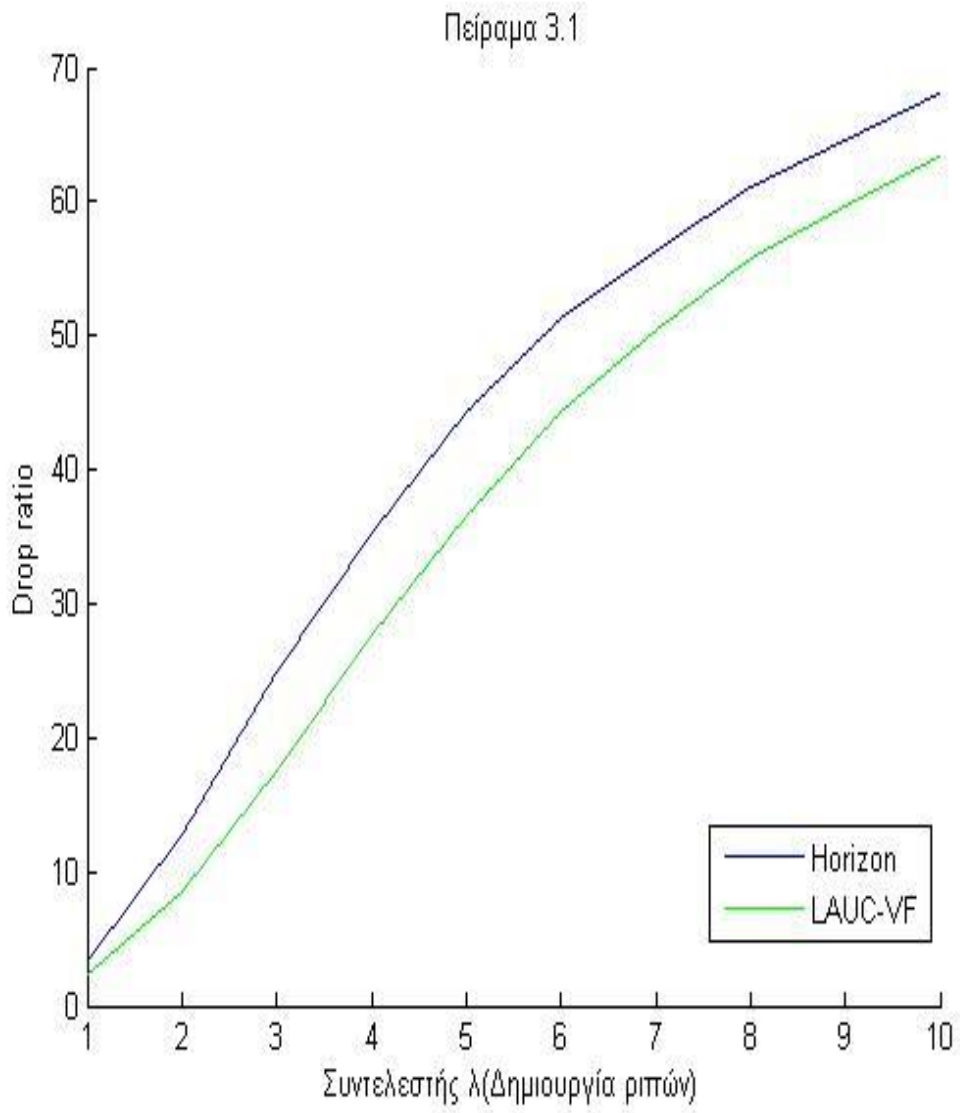
1															
2															
3															
4															
5															
	1	2	3	4	5	1000

Για την επιλογή της ίνας, επιλέχθηκε να χρησιμοποιηθεί η έτοιμη συνάρτηση rand που μας προσφέρεται από το περιβάλλον του MATLAB. Αξίζει να σημειωθεί, ότι η επιλογή της ίνας, για τους αλγόριθμους Horizon και LAUC-VF, γινόταν μία φορά στην αρχή της χρονικής μονάδας και ίσχυε για όσες ριπές έφταναν εκείνη την χρονική στιγμή. Για τον αλγόριθμο Min-SV η επιλογή της ίνας γινόταν εκ νέου για κάθε μία ριπή. Όπως και στα προηγούμενα πειράματα η προσομοίωση των αλγορίθμων διήρκεσε δέκα χιλιάδες χρονικές μονάδες.

Στα παρακάτω γραφήματα παρουσιάζονται τα αποτελέσματα του πειράματος.

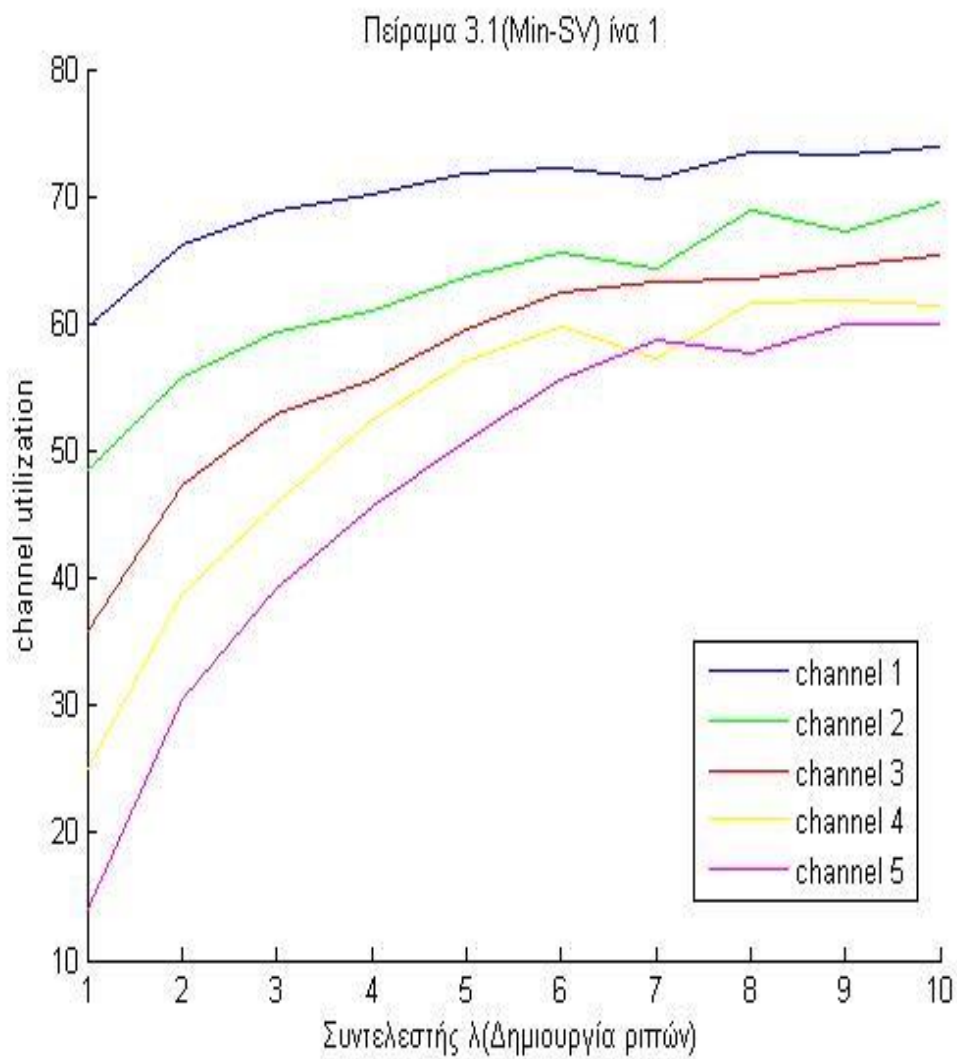


Πείραμα 3.1 - Εικόνα 5. 1

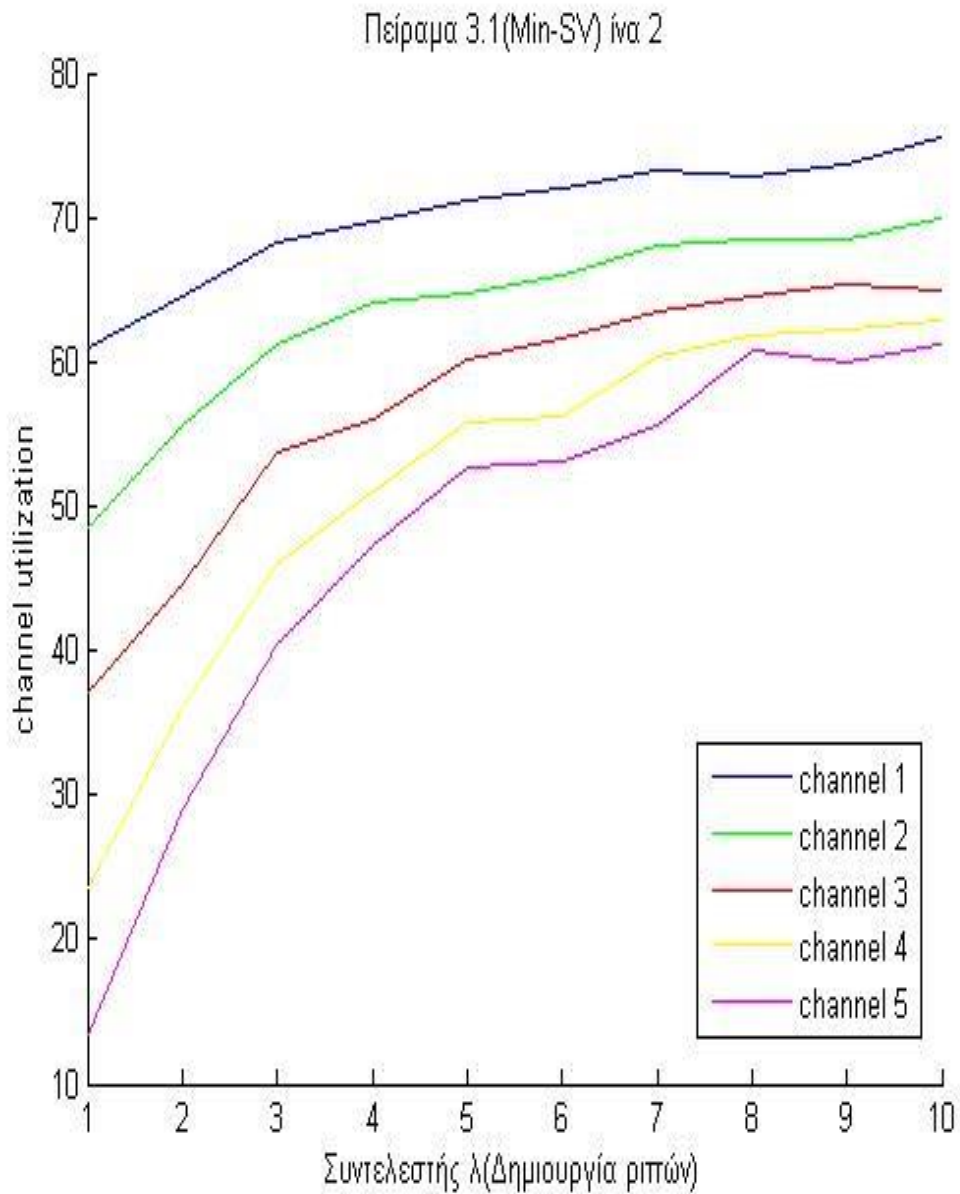


Πείραμα 3.1 - Εικόνα 5. 2

Σε αυτό το πείραμα, η μετρική του channel utilization προσδιορίστηκε για την κάθε ένα ξεχωριστά.

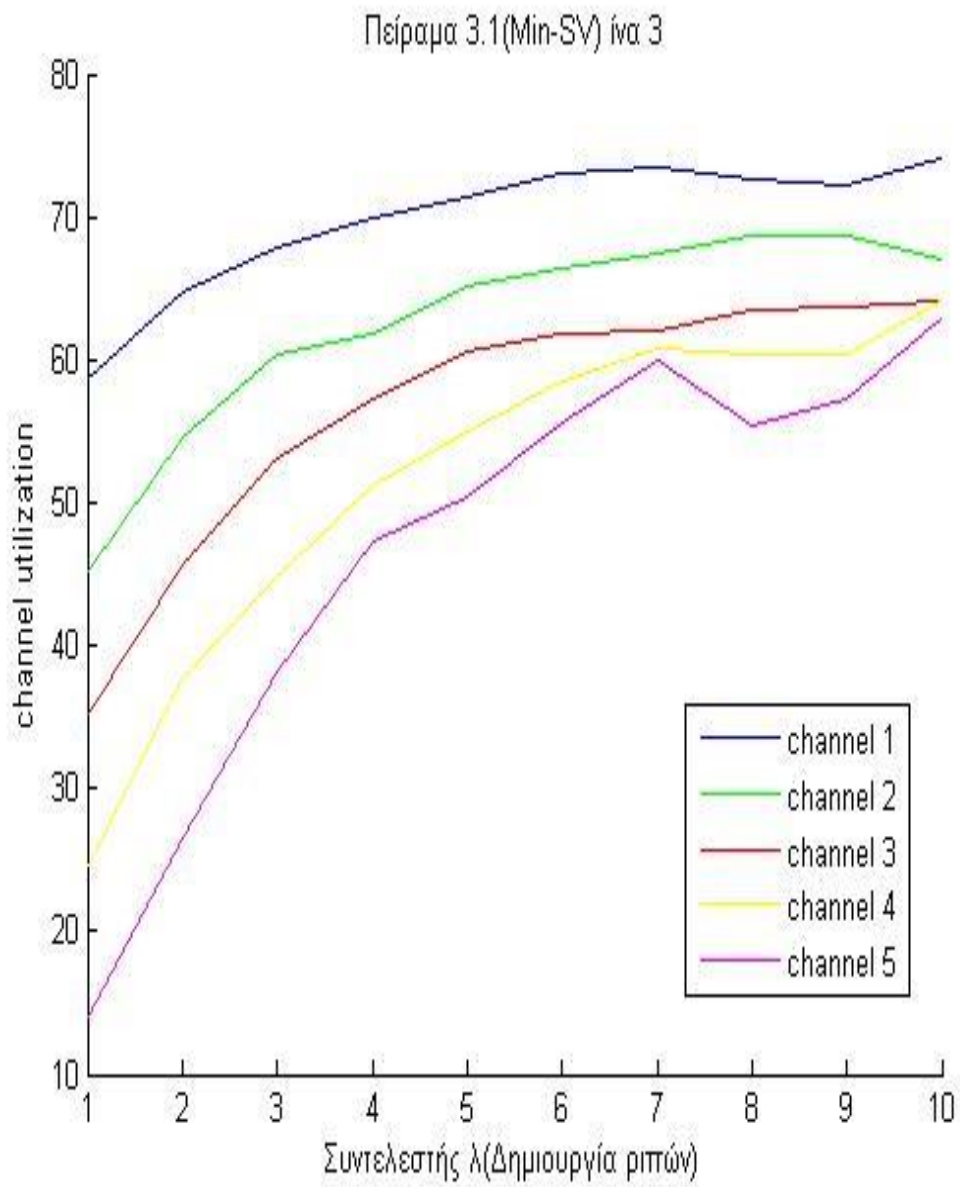


Πείραμα 3.1 - Εικόνα 5. 3

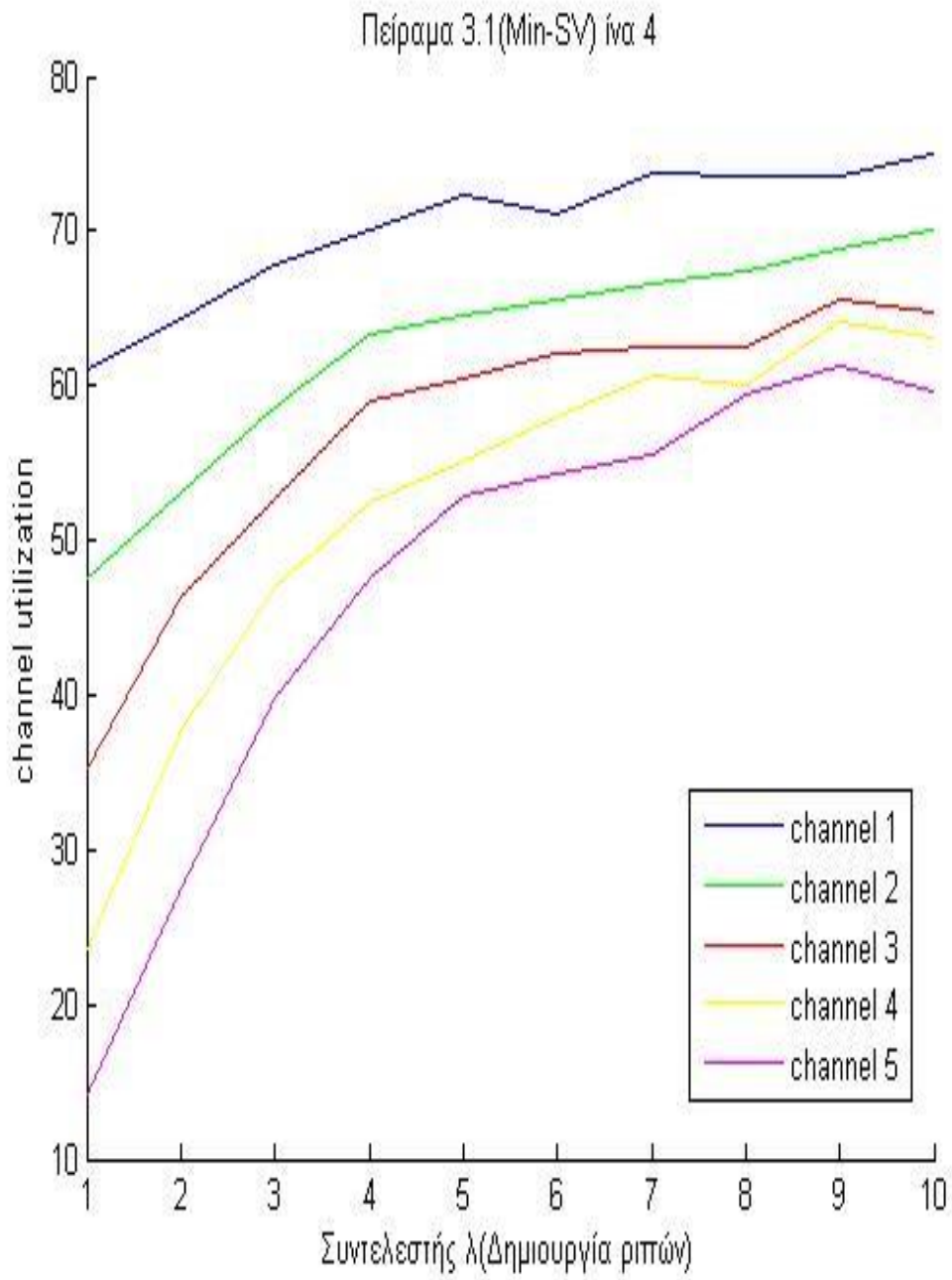


Πείραμα 3.1 - Εικόνα 5. 4

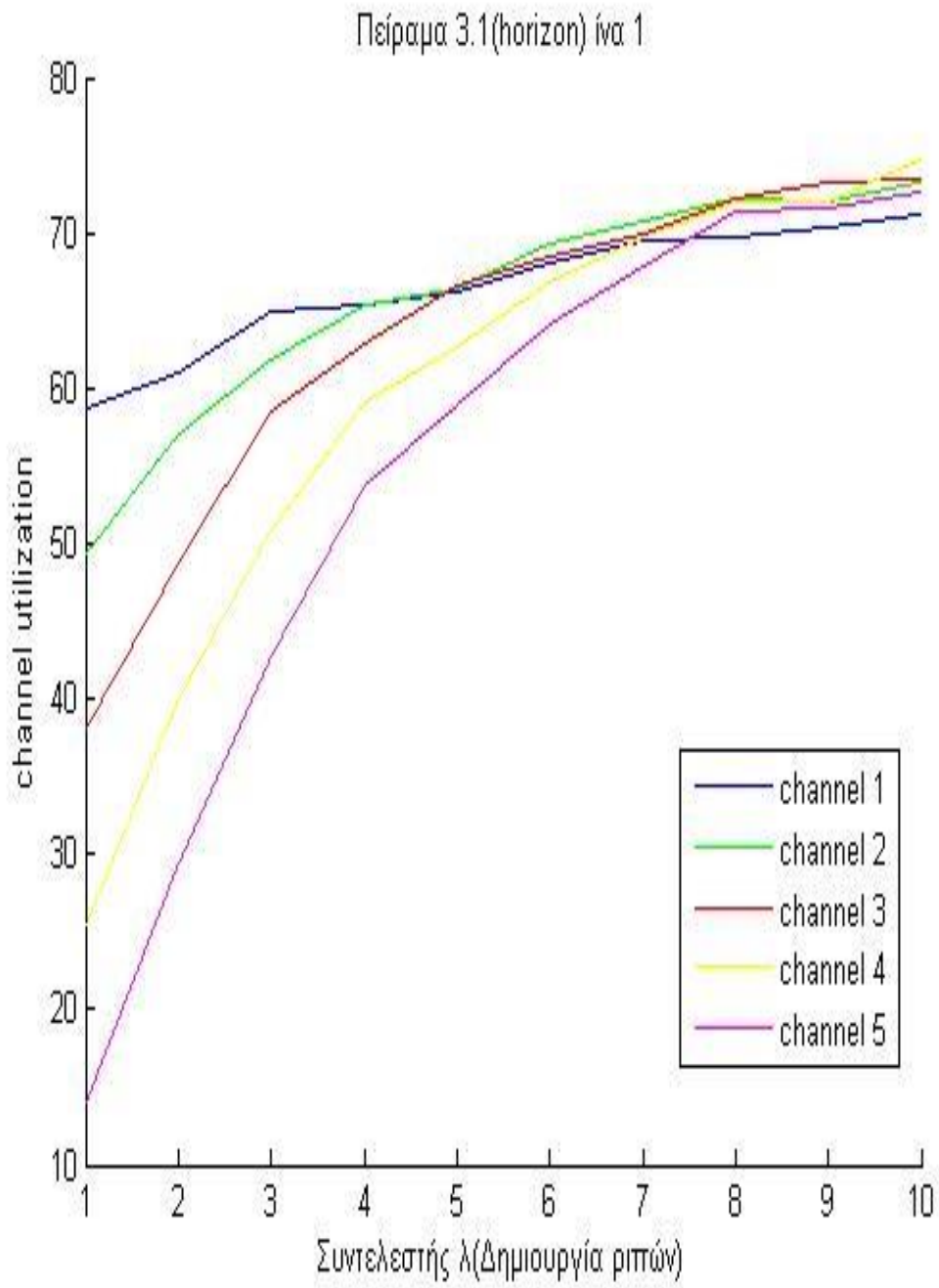
Όπως όμως φαίνεται, το channel utilization για κάθε ίνα είναι σχεδόν το ίδιο. Σε σύγκριση με τα προηγούμενα πειράματα το channel utilization των καναλιών μειώθηκε αισθητά.



Πείραμα 3.1 - Εικόνα 5. 5

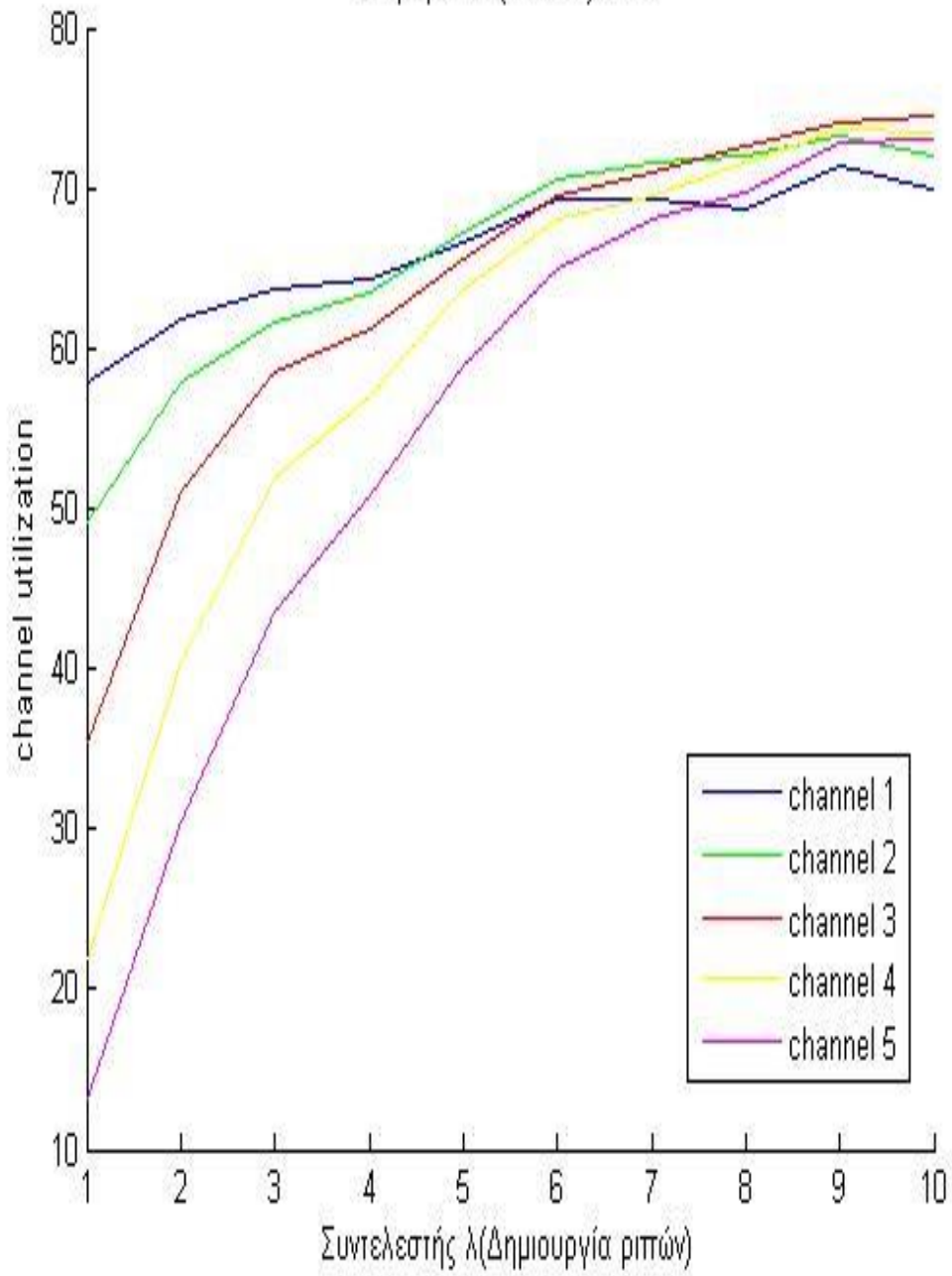


Πείραμα 3.1 - Εικόνα 5. 6



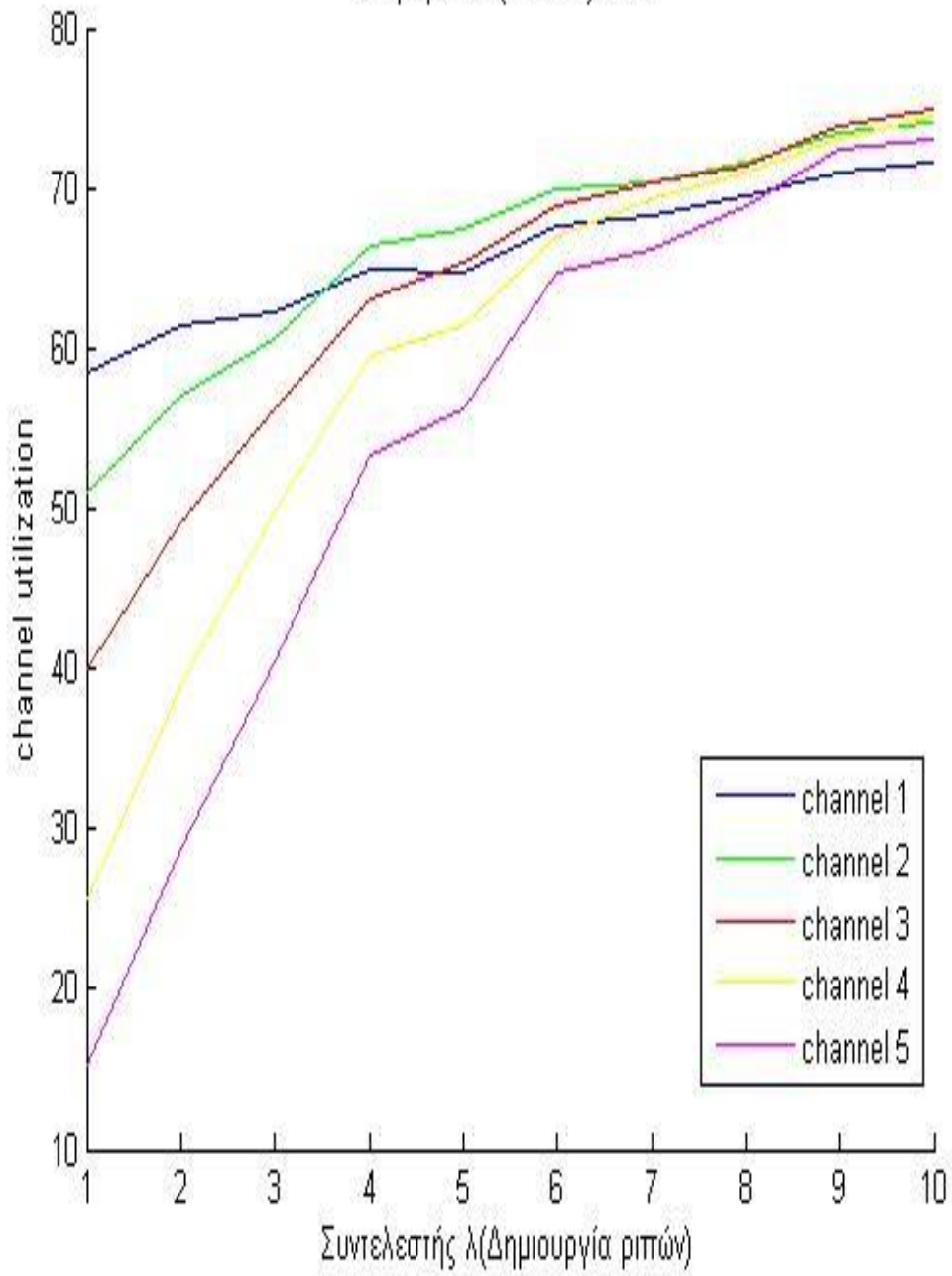
Πείραμα 3.1 - Εικόνα 5. 7

Πείραμα 3.1(horizon) ίνα 2



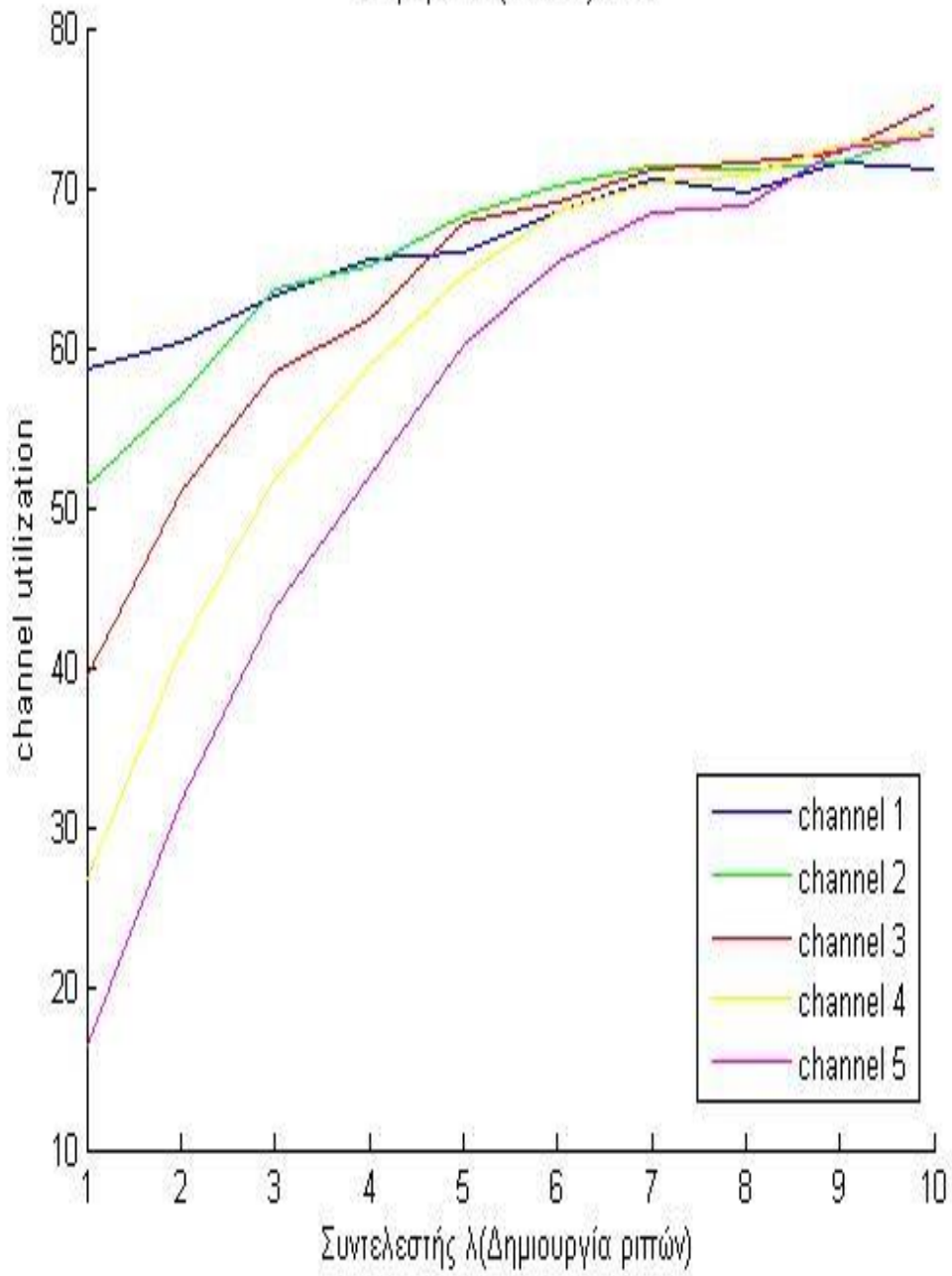
Πείραμα 3.1 - Εικόνα 5. 8

Πείραμα 3.1(horizon) ίνα 3



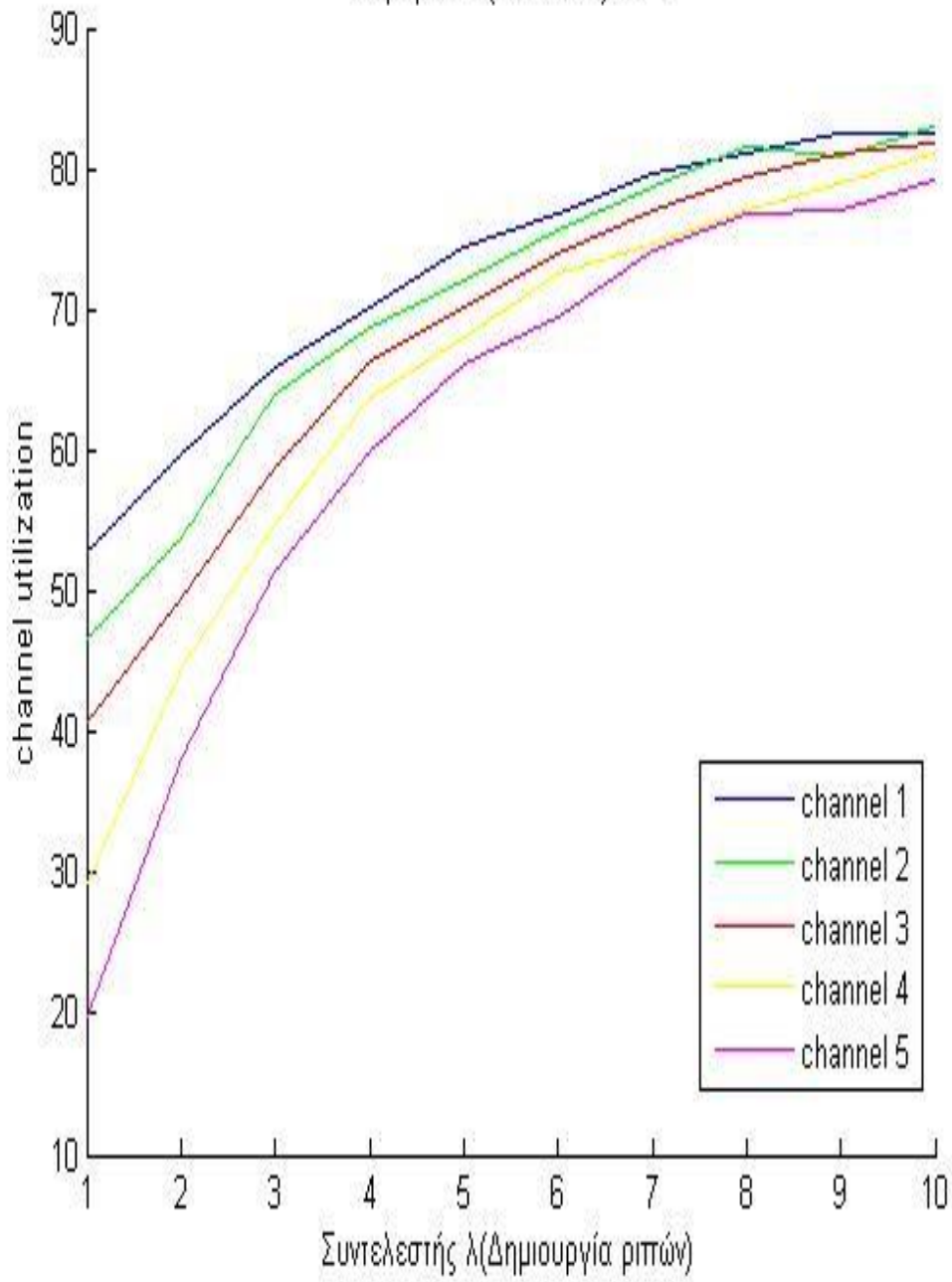
Πείραμα 3.1 - Εικόνα 5. 9

Πείραμα 3.1(horizon) ίνα 4



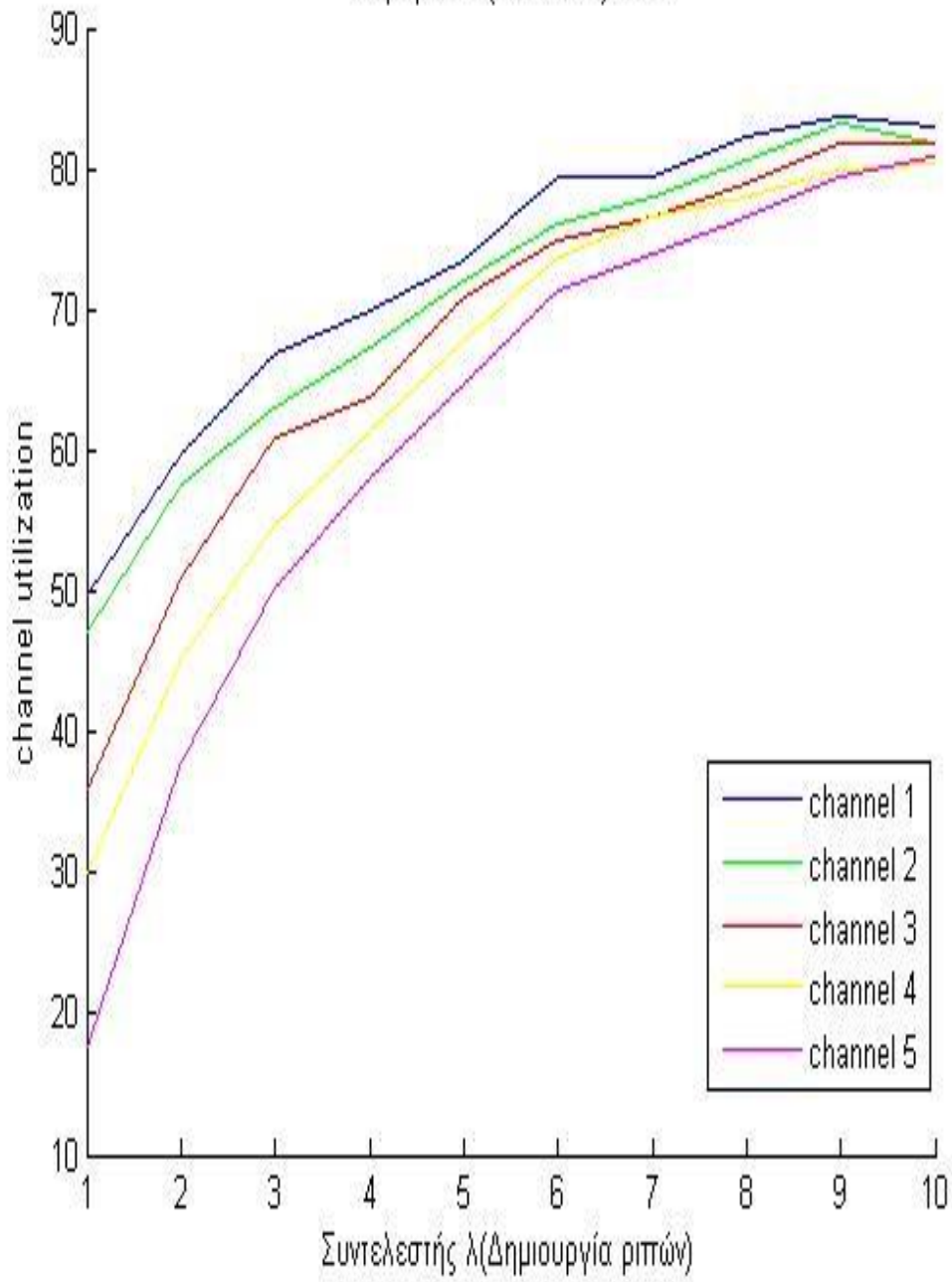
Πείραμα 3.1 - Εικόνα 5. 10

Πείραμα 3.1(LAUC-VF) ίνα 1



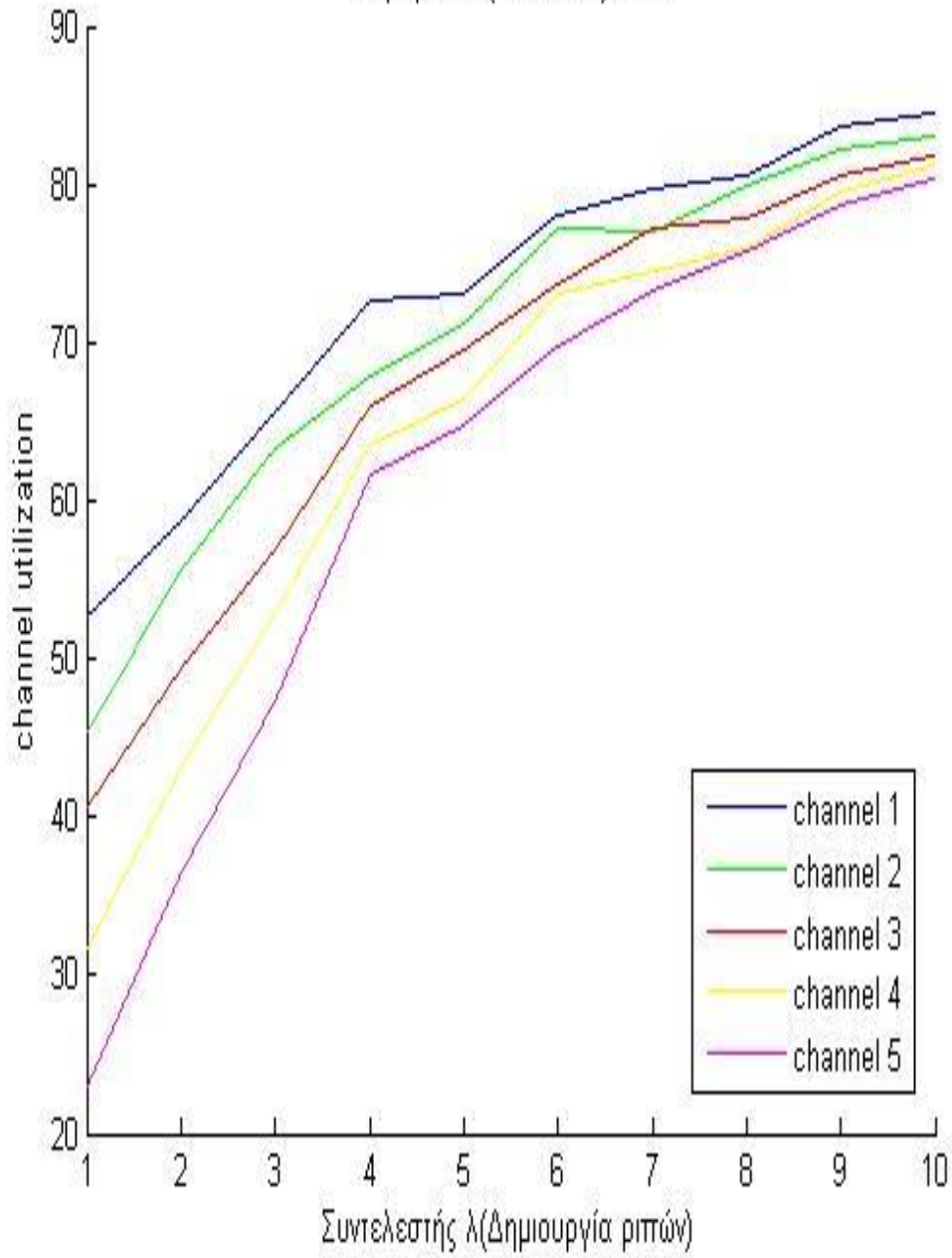
Πείραμα 3.1 - Εικόνα 5. 11

Πείραμα 3.1(LAUC-VF) ίνα 2



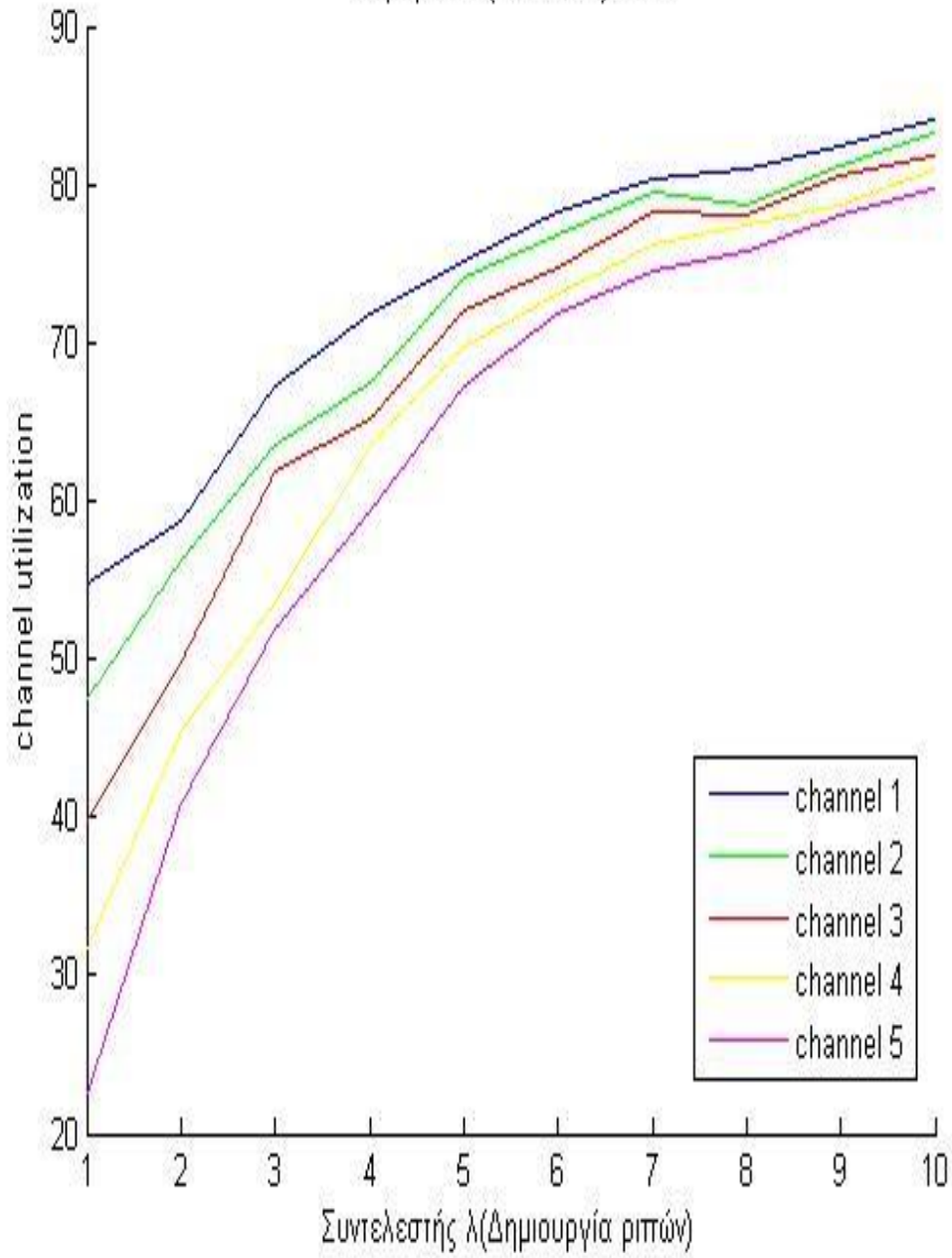
Πείραμα 3.1 - Εικόνα 5. 12

Πείραμα 3.1(LAUC-VF) ίνα 3



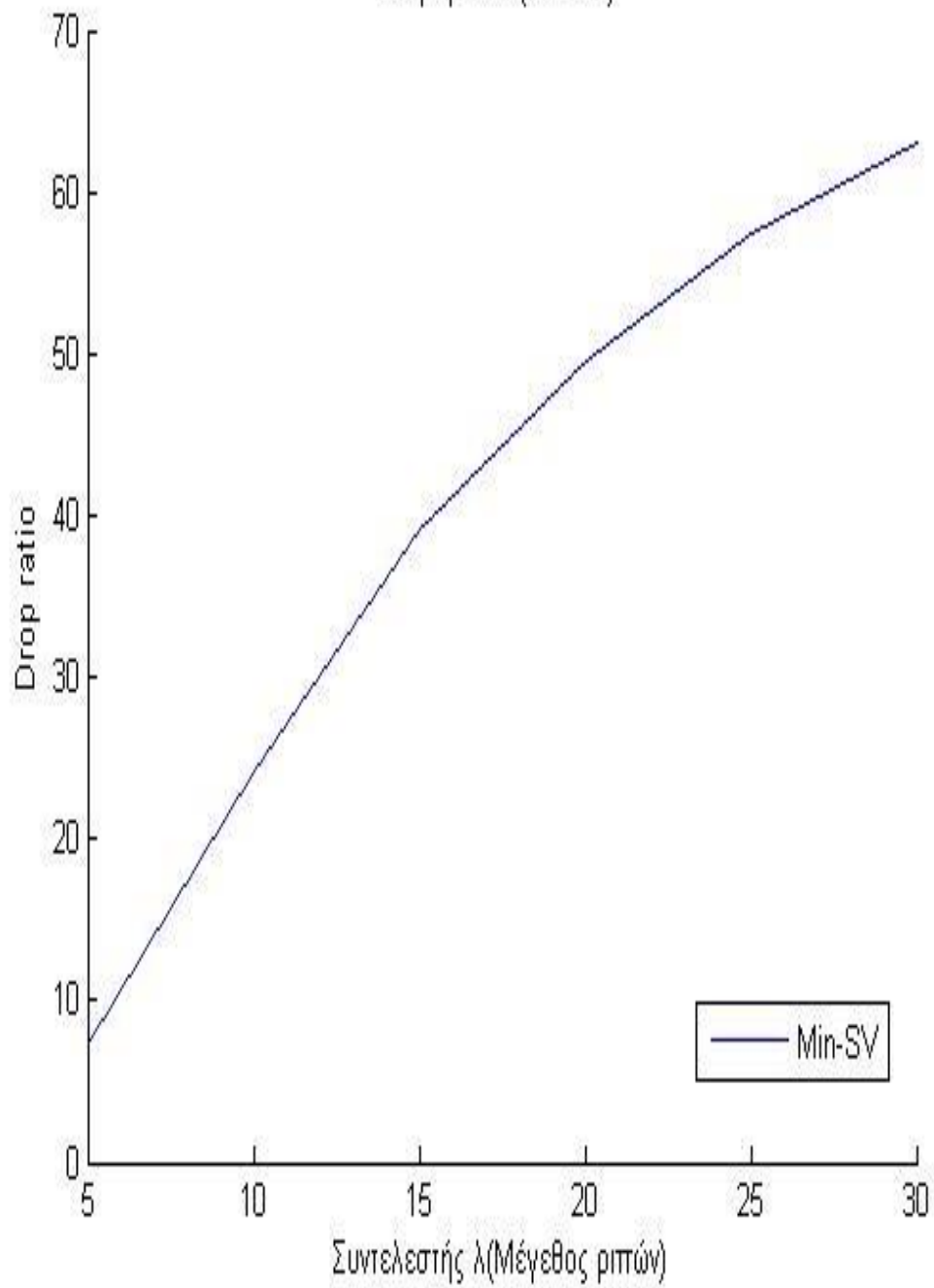
Πείραμα 3.1 - Εικόνα 5. 13

Πείραμα 3.1(LAUC-VF) ίνα 4



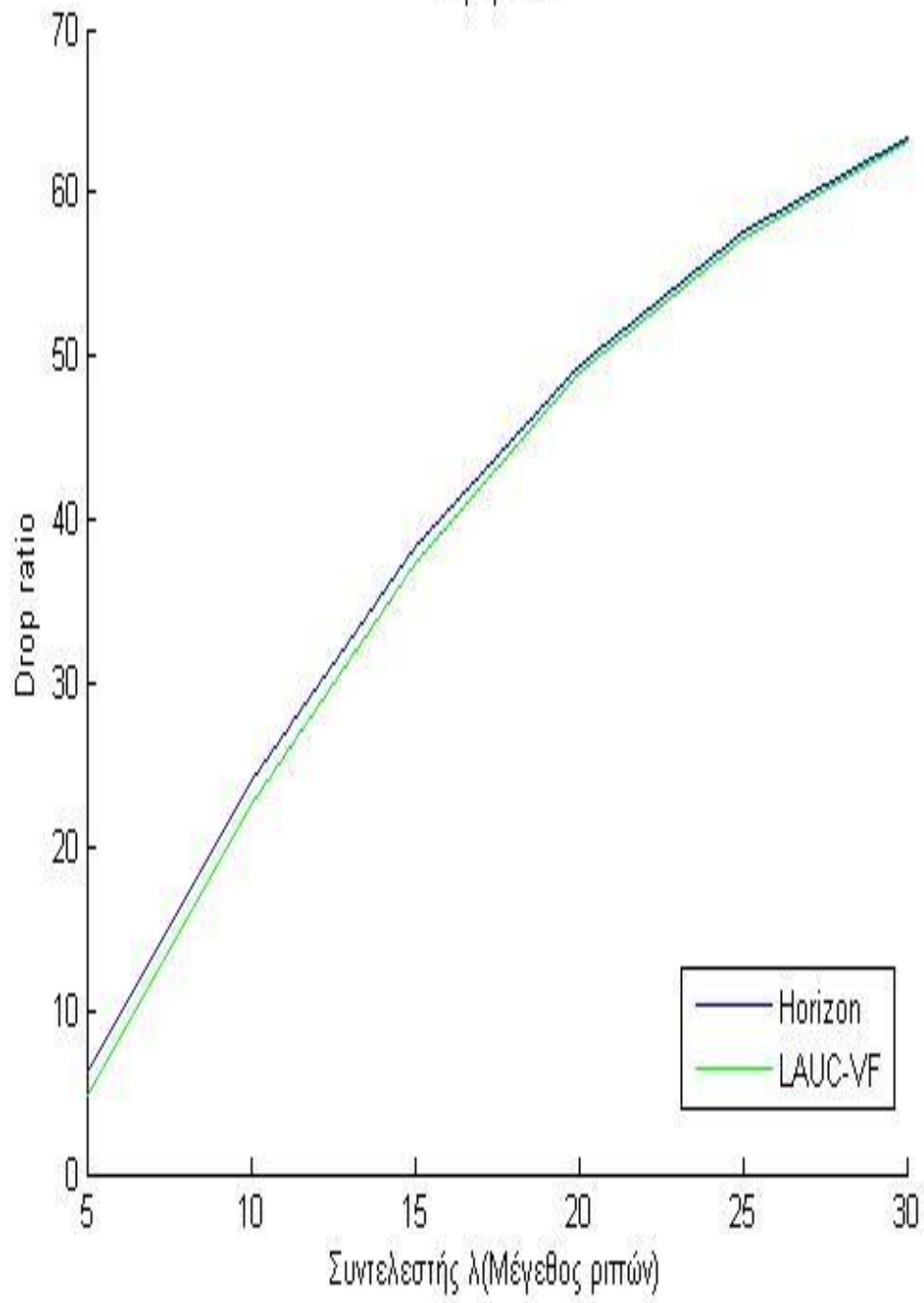
Πείραμα 3.1 - Εικόνα 5. 14

Πείραμα 3.2(Min-SV)



Πείραμα 3.2 - Εικόνα 5. 1

Πείραμα 3.2

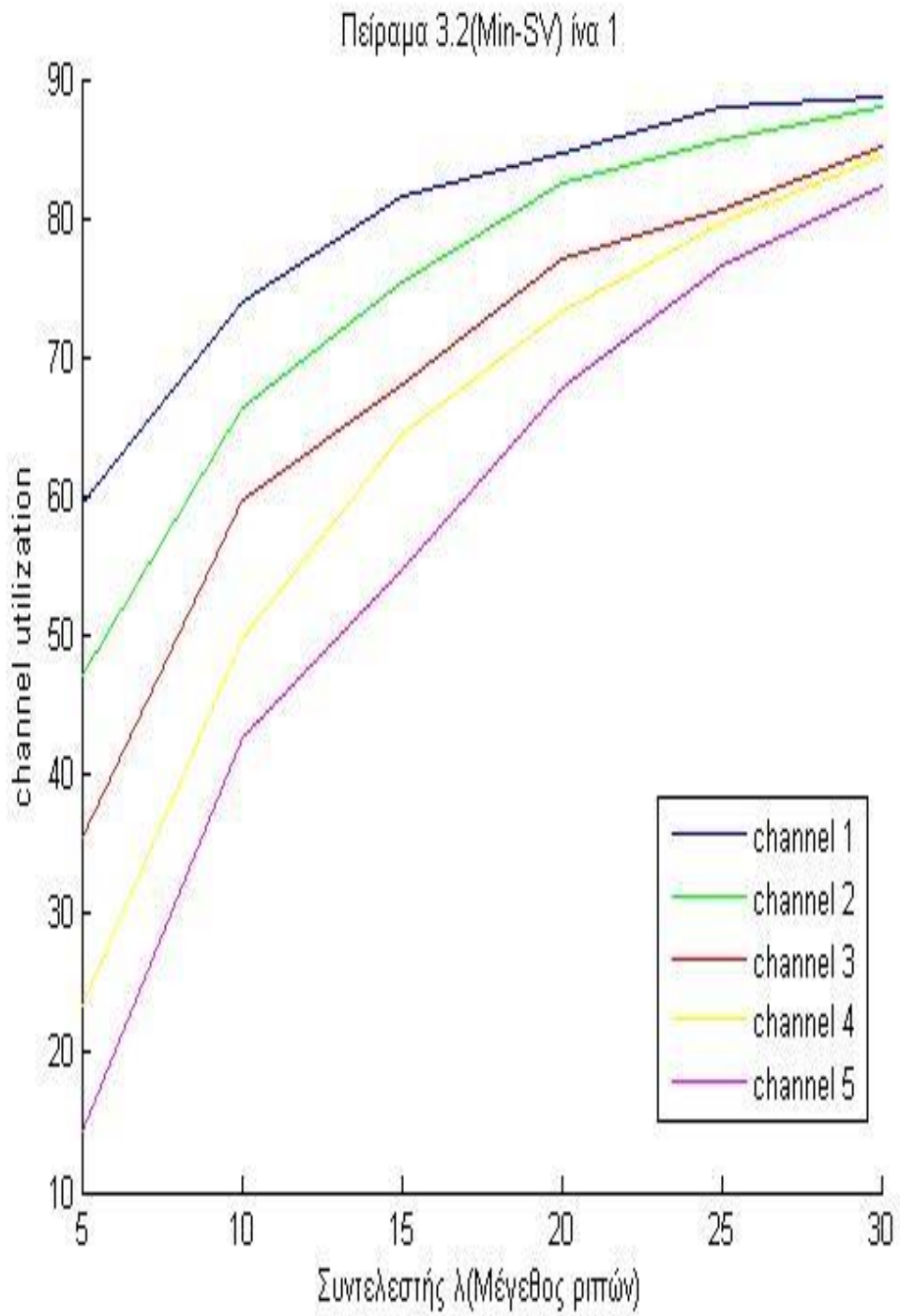


Πείραμα 3.2 - Εικόνα 5. 2

Όπως γίνεται αντιληπτό για ακόμη μία φορά, ο αλγόριθμος LAUC-VF είναι εκείνος ο οποίος στον ίδιο αριθμό εισερχόμενων ριπών μπόρεσε να μεταδώσει επιτυχημένα περισσότερες ριπές. Η διαφορά των ποσοστών απόρριψης του LAUC-VF σε σχέση με τα ποσοστά των άλλων δύο αλγορίθμων που προσομοιώθηκαν είναι αρκετά μεγάλη, τουλάχιστον στην περίπτωση αύξησης του συνολικού αριθμού άφιξης πακέτων ελέγχου ανά slot. Ο αλγόριθμος Min-SV φαίνεται και πάλι να είναι εκείνος ο οποίος είχε τις περισσότερες αποτυχημένες προσπάθειες μετάδοσης ριπών.

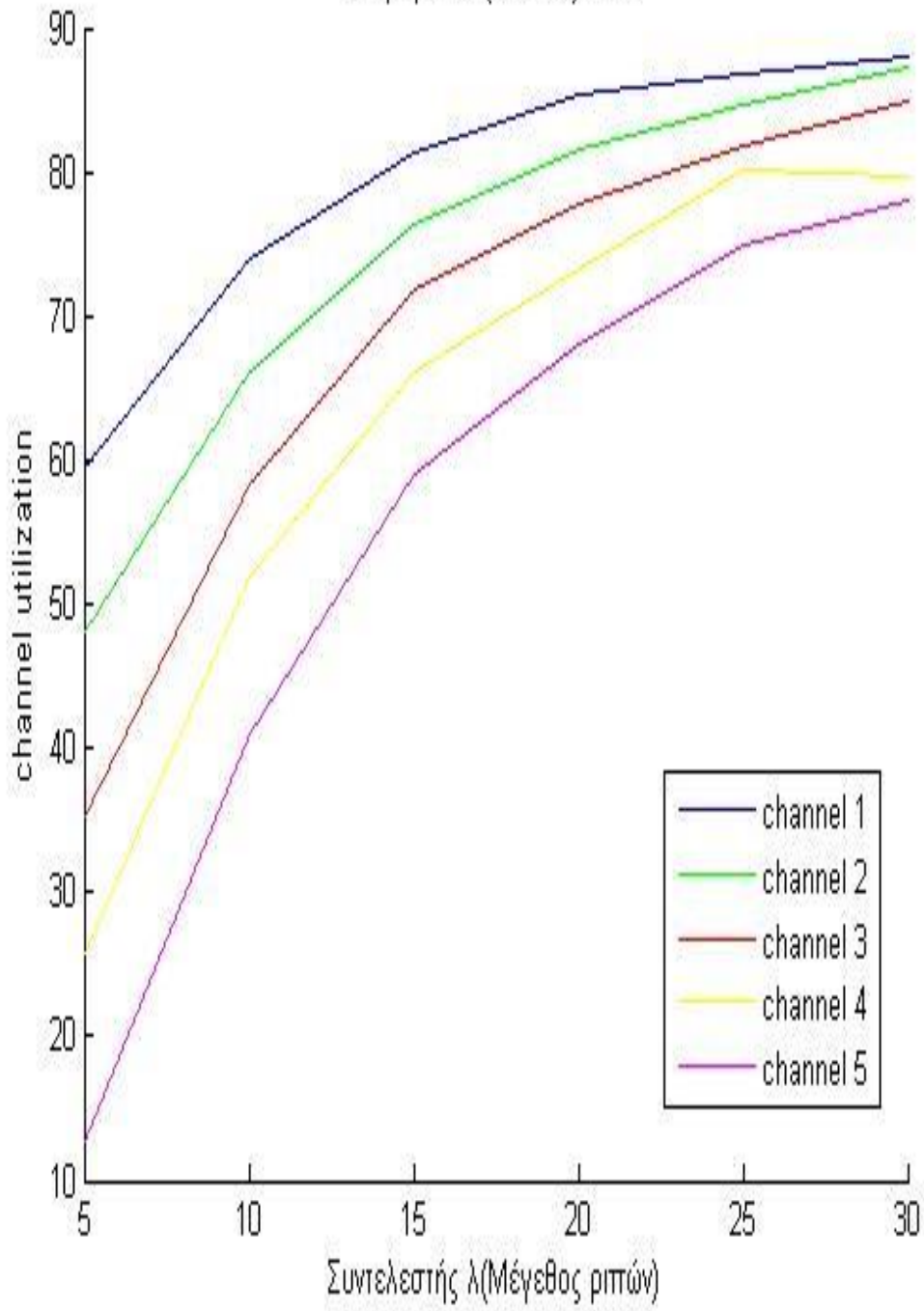
Στην περίπτωση αύξησης του μεγέθους των οπτικών ριπών και οι τρεις αλγόριθμοι προσεγγίζουν τις ίδιες τιμές με τον αλγόριθμο LAUC-VF να είναι ελαφρώς αποδοτικότερος στις πρώτες τρεις τιμές του συντελεστή λ και τον αλγόριθμο Min-SV να μειώνει την απόδοση του αισθητά για τις μεγαλύτερες τιμές του συντελεστή λ .

Σε συνάρτηση με τα προηγούμενα δύο πειράματα, στο πείραμα αυτό γίνεται προφανές ότι η προσθήκη περισσότερων οπτικών ινών επιφέρει σημαντική μείωση των ποσοστών απόρριψης και για τους τρεις αλγορίθμους. Το αποτέλεσμα αυτό θεωρείται αναμενόμενο και διακρίνεται ακόμα πιο έντονα στη μετρική του channel utilization.

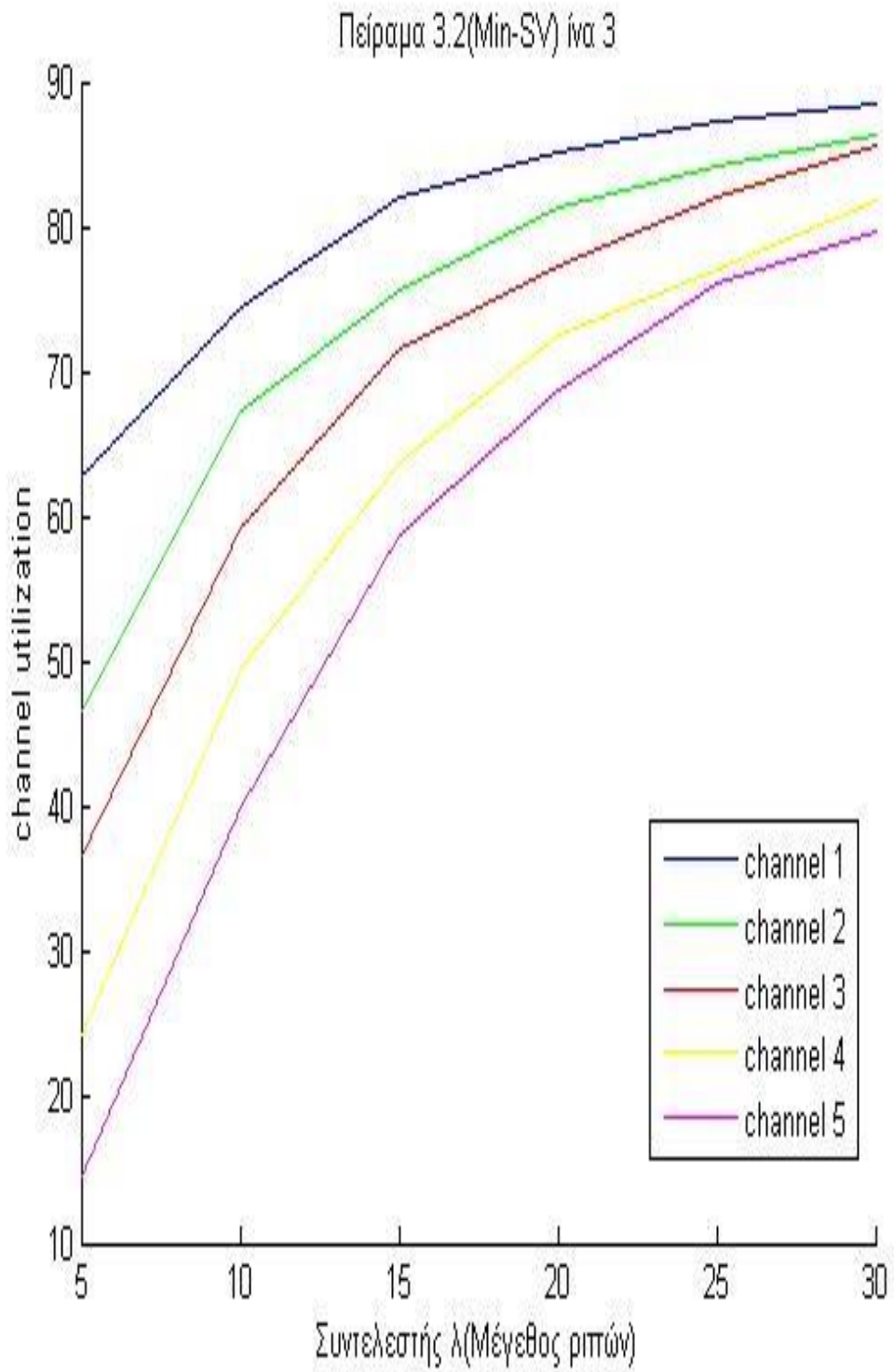


Πείραμα 3.2 - Εικόνα 5. 3

Πείραμα 3.2(Min-SV) ίνα 2

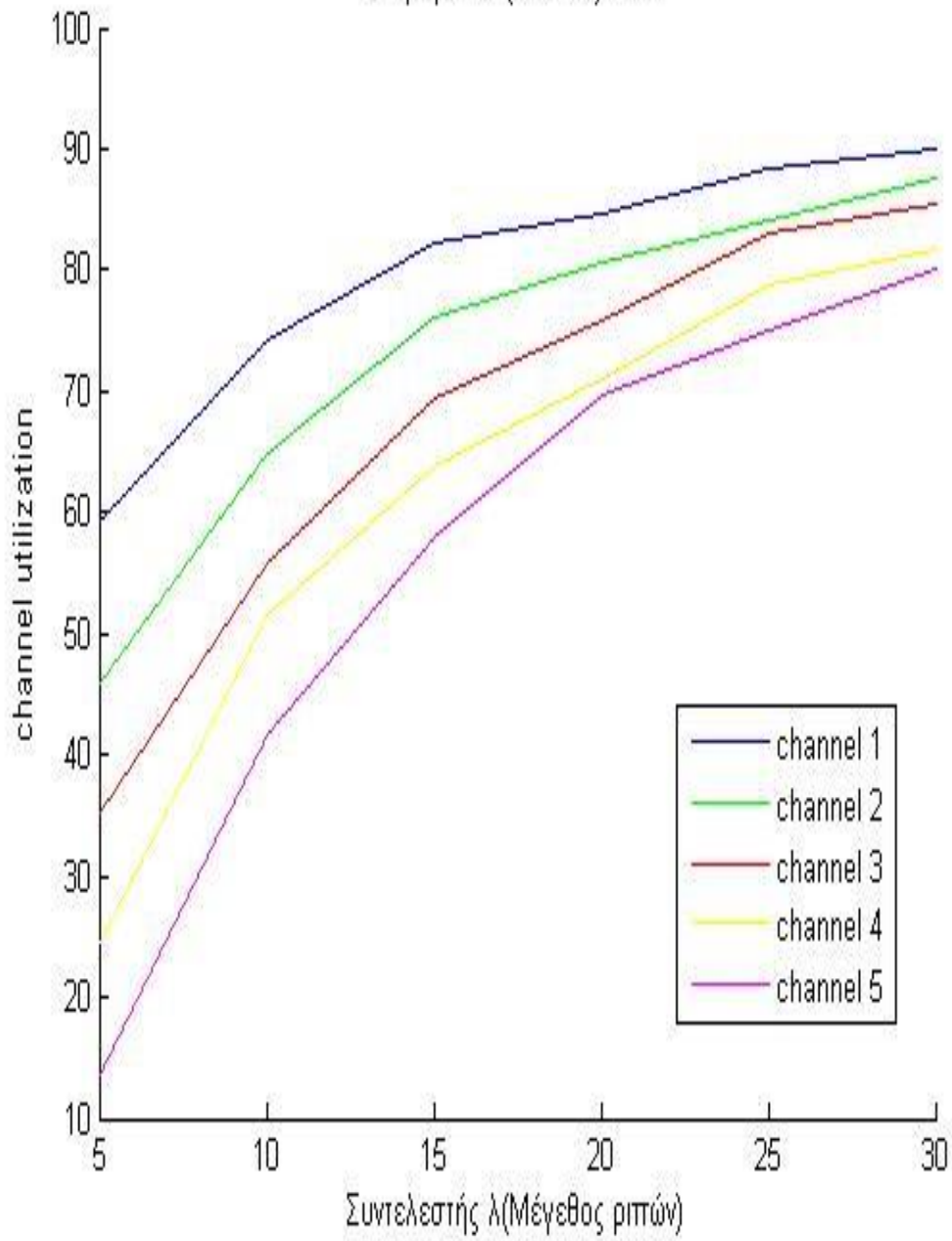


Πείραμα 3.2 - Εικόνα 5. 4



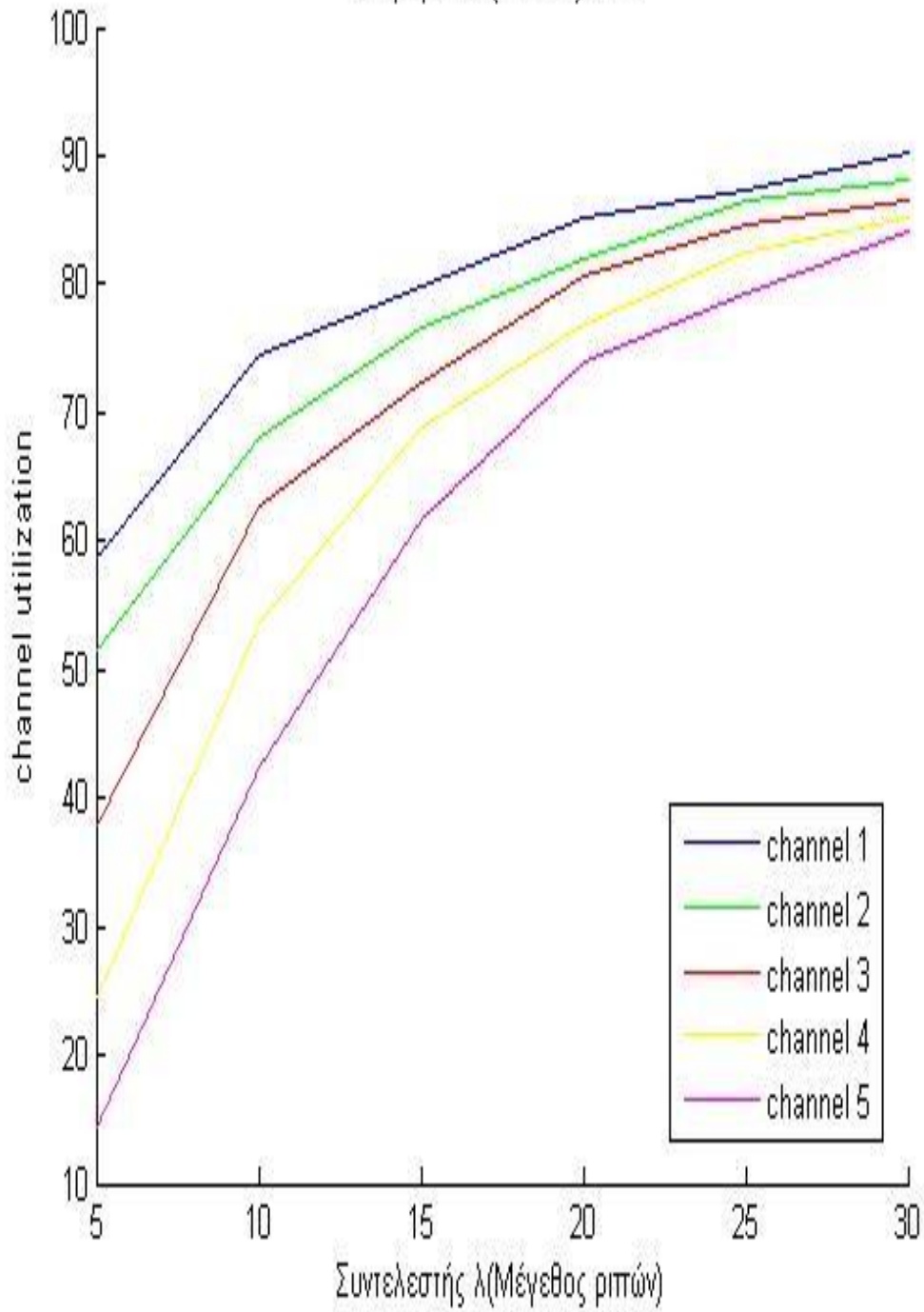
Πείραμα 3.2 - Εικόνα 5. 5

Πείραμα 3.2(Min-SV) ίνα 4

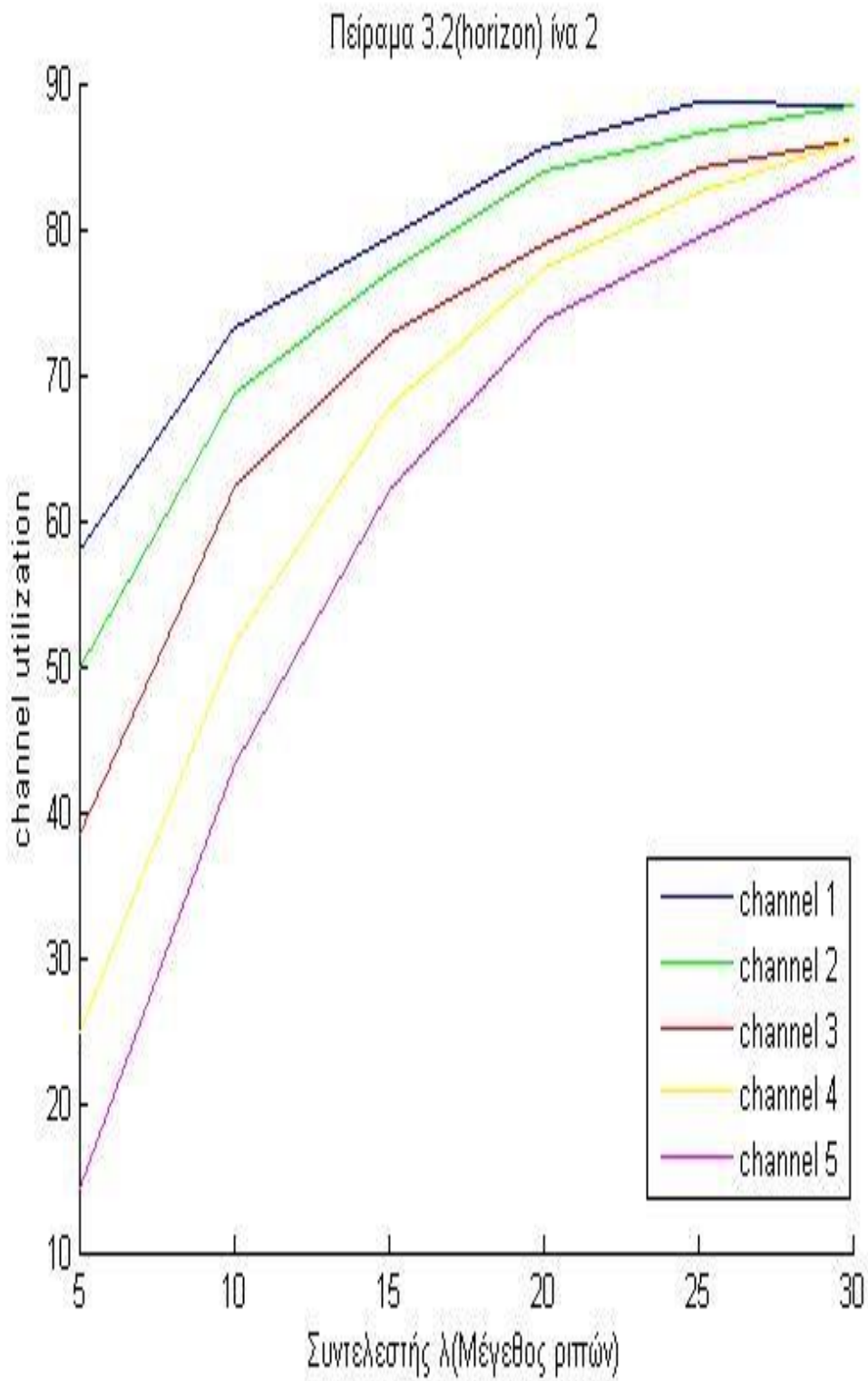


Πείραμα 3.2 - Εικόνα 5. 6

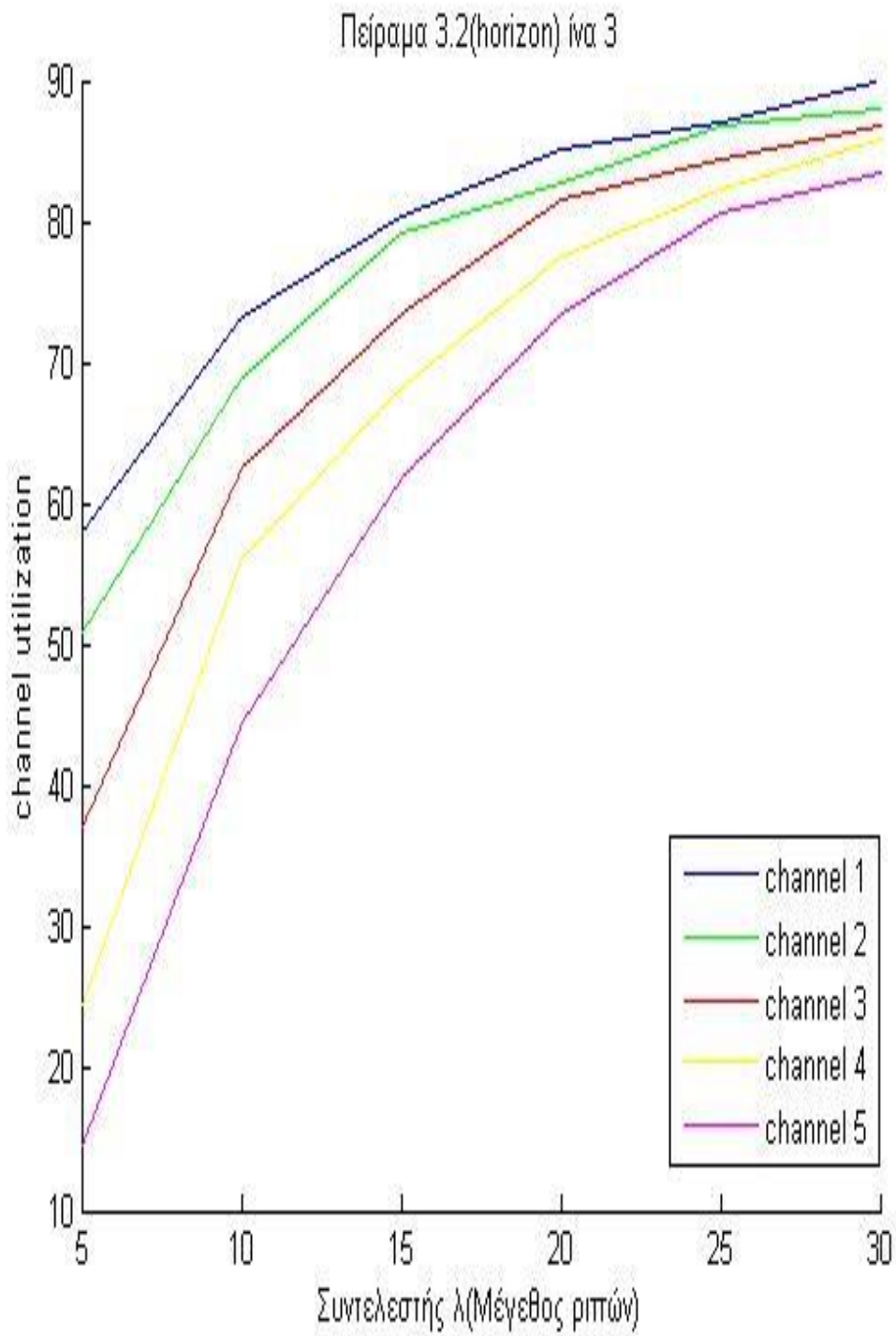
Πείραμα 3.2(horizon) ίνα 1



Πείραμα 3.2 - Εικόνα 5. 7

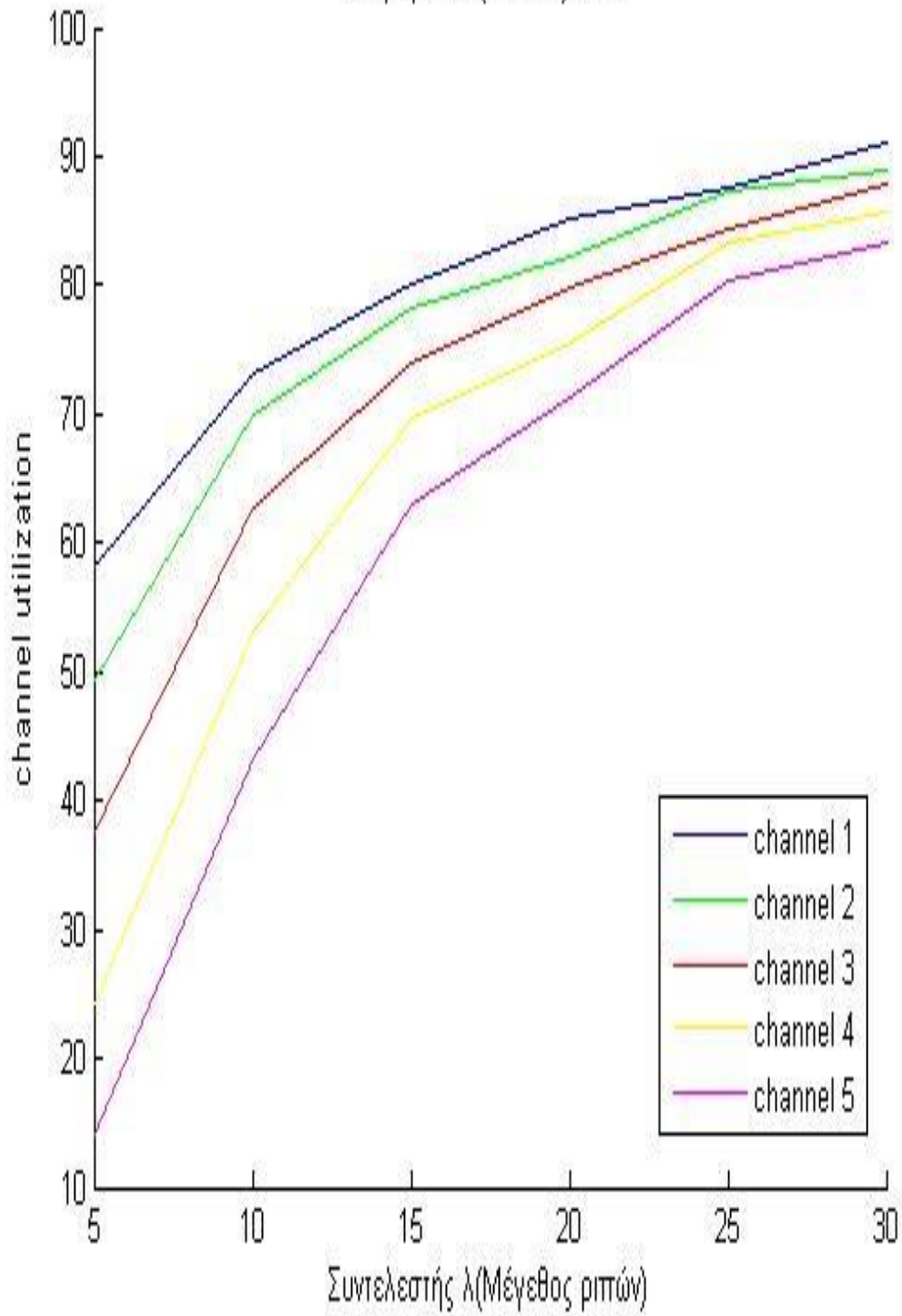


Πείραμα 3.2 - Εικόνα 5. 8

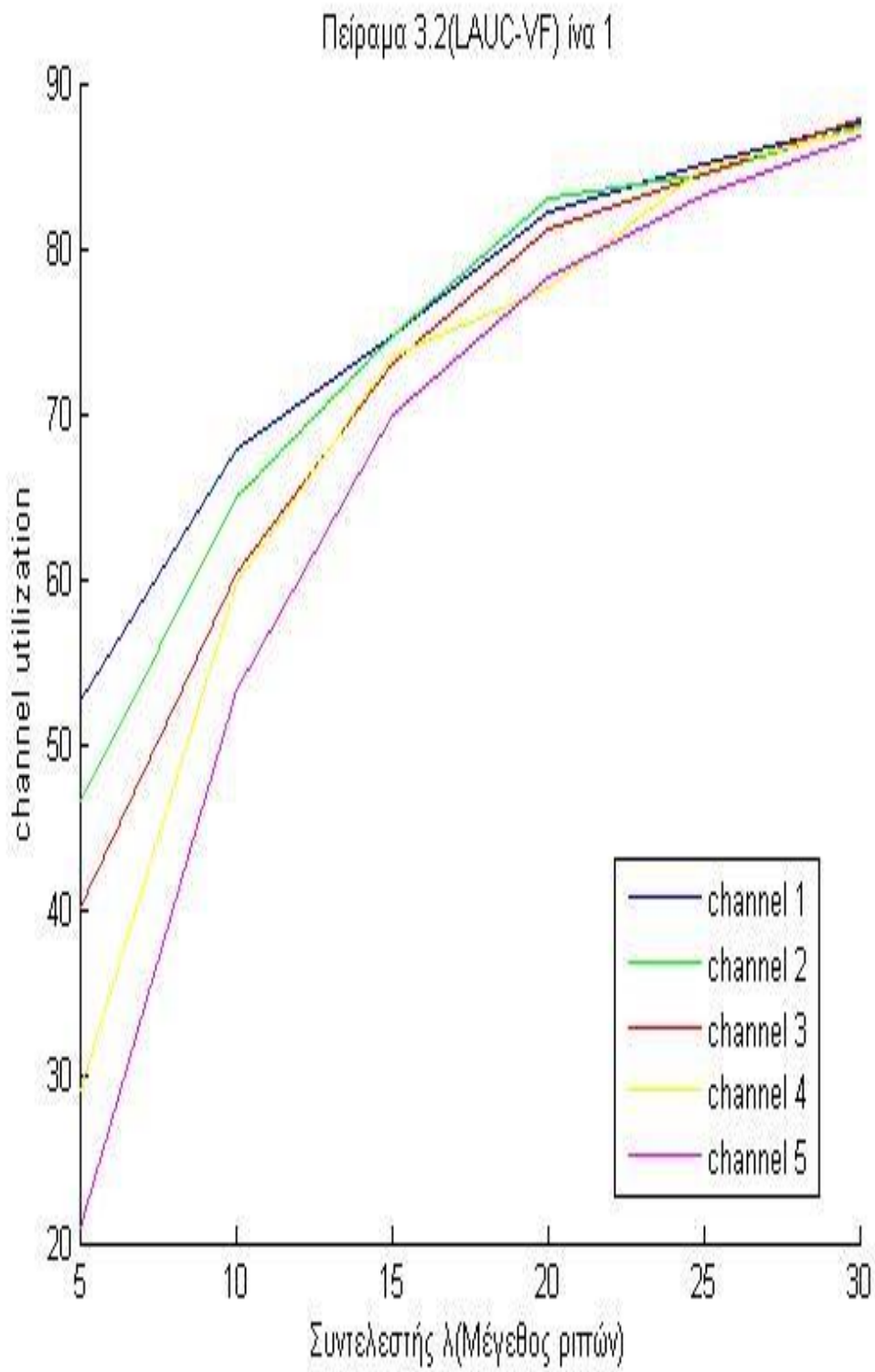


Πείραμα 3.2 - Εικόνα 5. 9

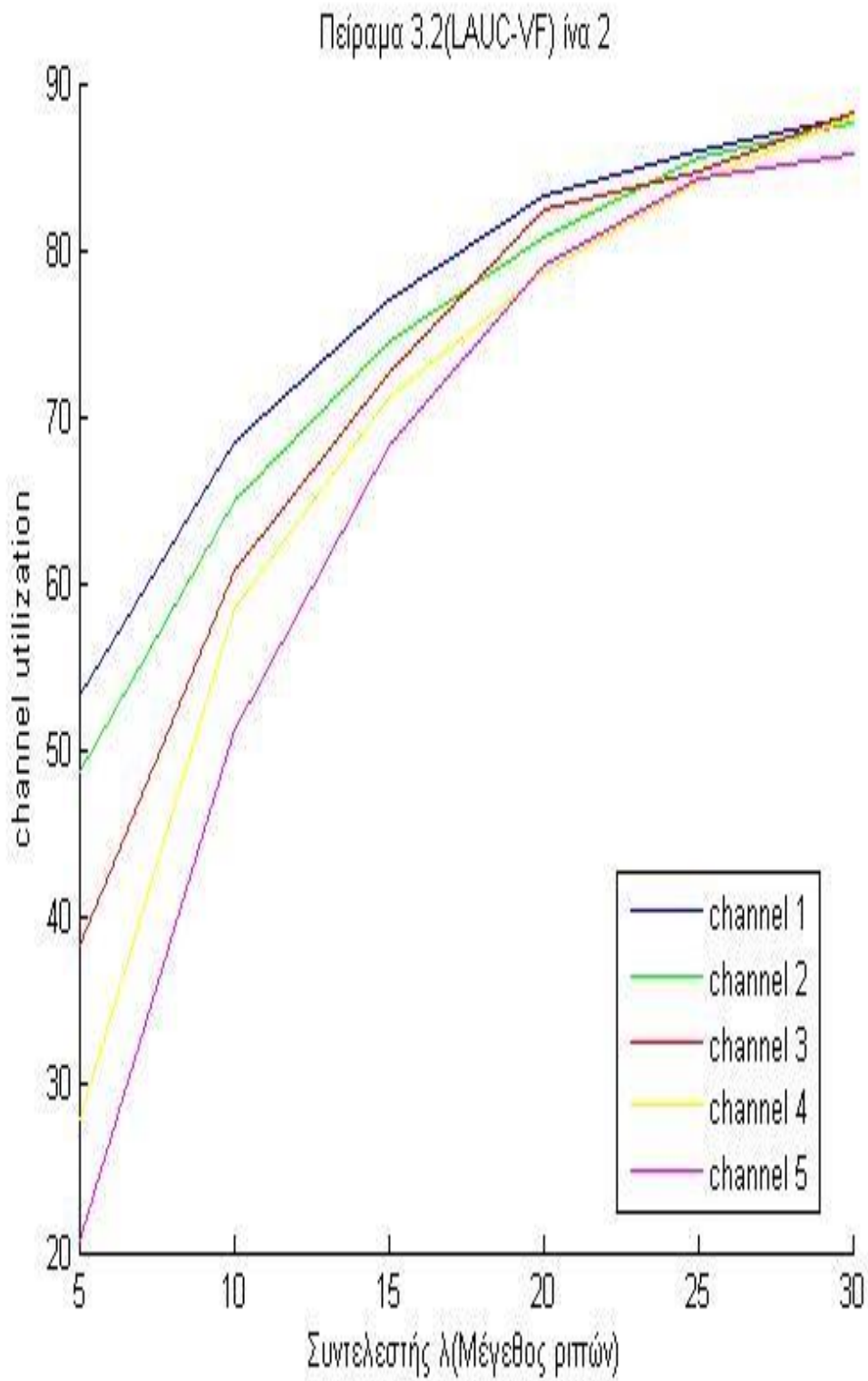
Πείραμα 3.2(horizon) ίνα 4



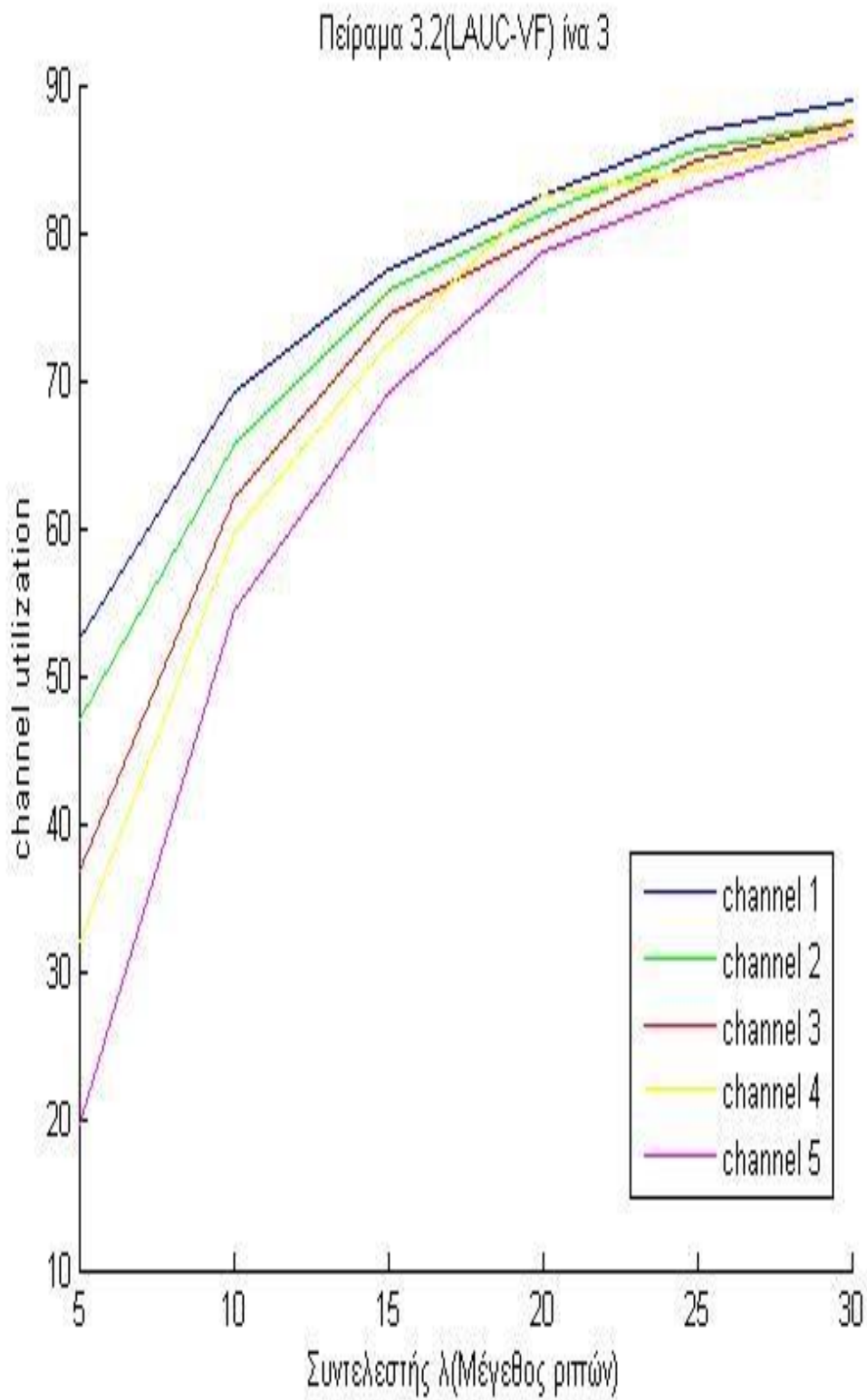
Πείραμα 3.2 - Εικόνα 5. 10



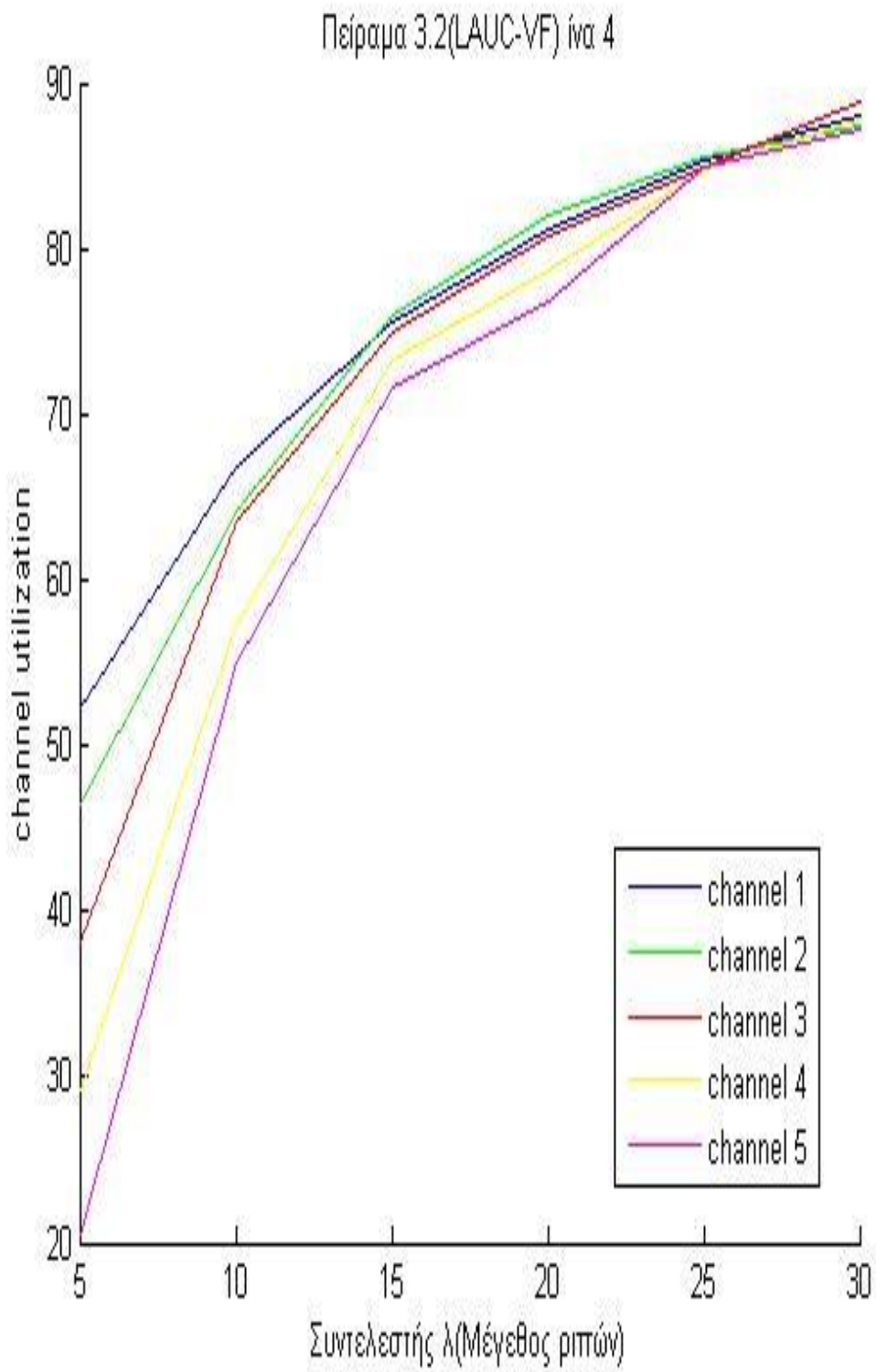
Πείραμα 3.2 - Εικόνα 5. 11



Πείραμα 3.2 - Εικόνα 5. 12



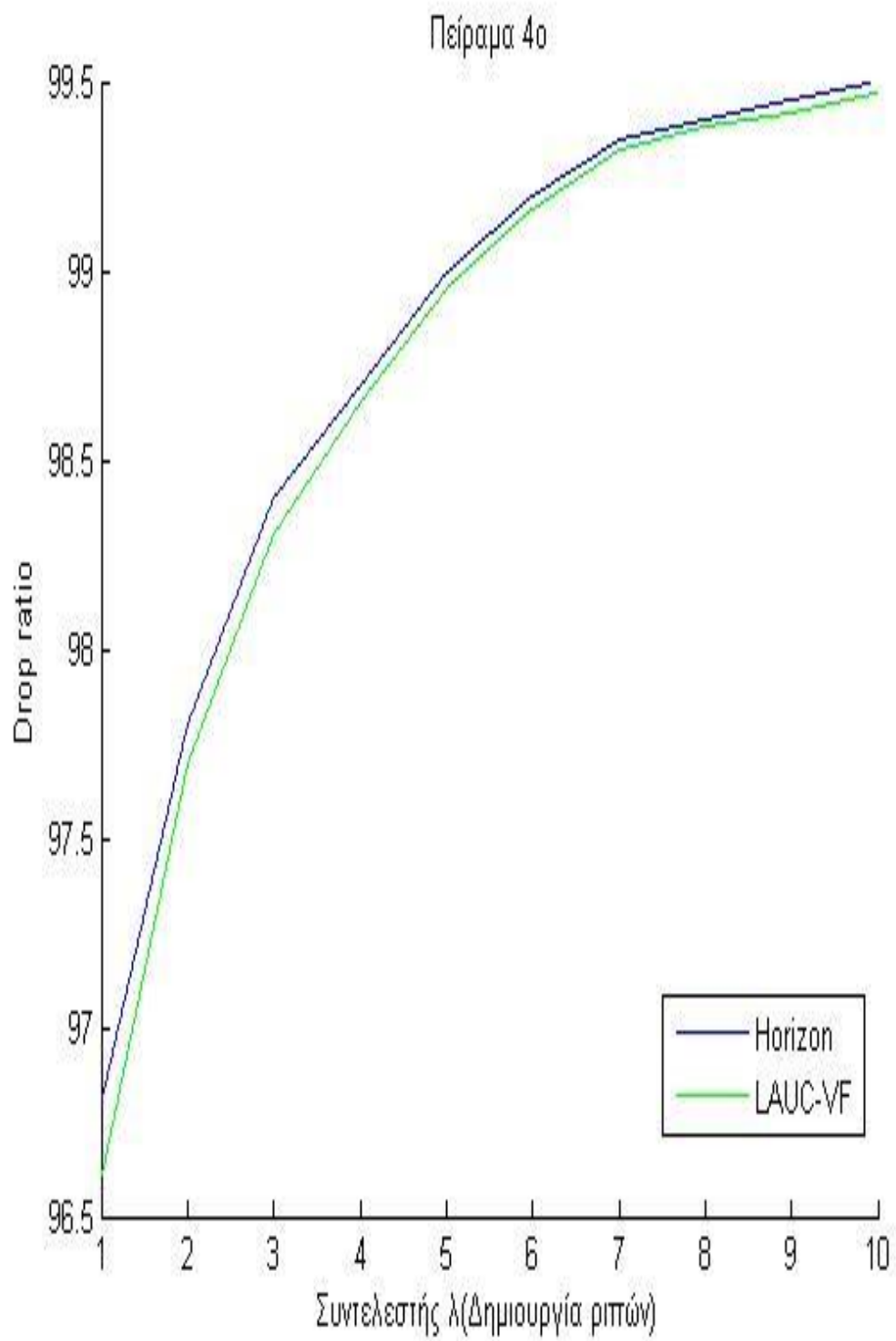
Πείραμα 3.2 - Εικόνα 5. 13



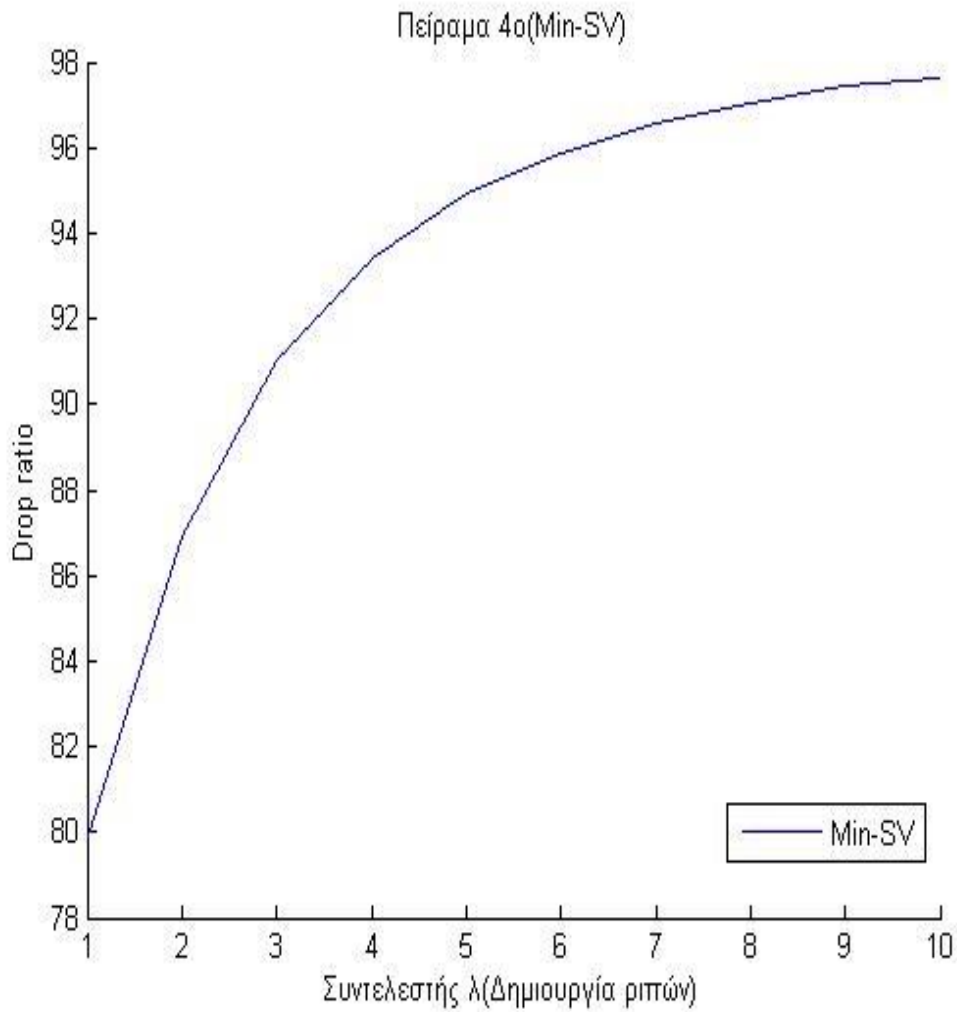
Πείραμα 3.2 - Εικόνα 5. 14

5.4 Πείραμα Τέταρτο

Το τέταρτο πείραμα είναι μία προσομοίωση του πραγματικού χρόνου. Το πείραμα αυτό προσομοιώνει ένα δευτερόλεπτο κίνησης σε πραγματικό χρόνο. Η ταχύτητα διαμεταγωγής του καναλιού είναι 1 Gbps. Δηλαδή ένα κανάλι μπορεί να πραγματοποιήσει μεταφορά 1.000.000.000 bits το δευτερόλεπτο. Για τις ανάγκες του πειράματος στρωγγυλοποιήθηκαν τα αποτελέσματα και έτσι κρίθηκε ότι κάθε slot θα ισούται με 10^{-7} δευτερόλεπτα. Συνεπώς ένα slot του πίνακα μας μπορεί να μεταφέρει έως 819 bits. Στο πείραμα αυτό το μέγεθος μιας ριπής μπορεί να είναι το λιγότερο 8190 bits και το περισσότερο 81.900 bits η αλλιώς από 10 έως 100 slots. Η συνάρτηση που χρησιμοποιείται για τον προσδιορισμό του μεγέθους είναι η rand. Οι τιμές των υπολοίπων παραμέτρων καθορίζονται με βάση την κατανομή Poisson. Η τιμή του offset βέβαια περιορίστηκε από την τιμή 1 έως την τιμή 20. Ενώ για τις ανάγκες της προσομοίωσης, οι τιμές του offset θεωρήθηκε ότι πολλαπλασιάζονται με 10^{-7} και έτσι ισοδυναμούν με μία στήλη του πίνακα.



Πείραμα 4ο - Εικόνα 5. 1



Πείραμα 4ο - Εικόνα 5. 2

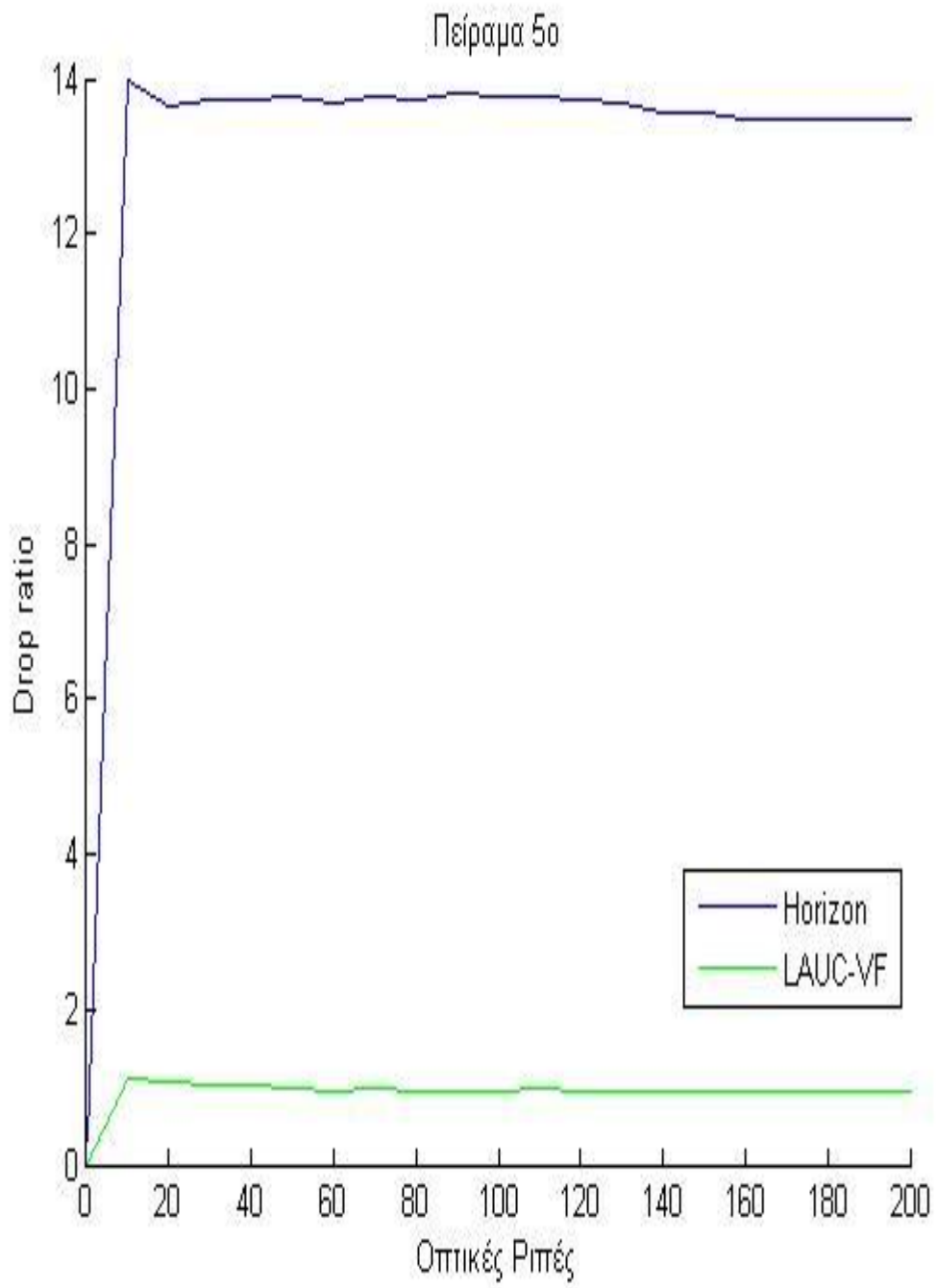
Σε σύγκριση με τα προηγούμενα πειράματα, στο τέταρτο πείραμα ο αλγόριθμος Min-SV είναι αποδοτικότερος από του υπόλοιπους αλγόριθμους. Σε όλη τη διάρκεια της προσομοίωσης το drop ratio είναι μικρότερο έναντι αυτών του Horizon και LAUC-VF. Ωστόσο, η αύξηση του drop ratio στον Min-SV, και σε αυτό το πείραμα, είναι πολύ μεγάλη αναλογικά με του άλλους αλγόριθμους.

5.5 Πείραμα Πέμπτο

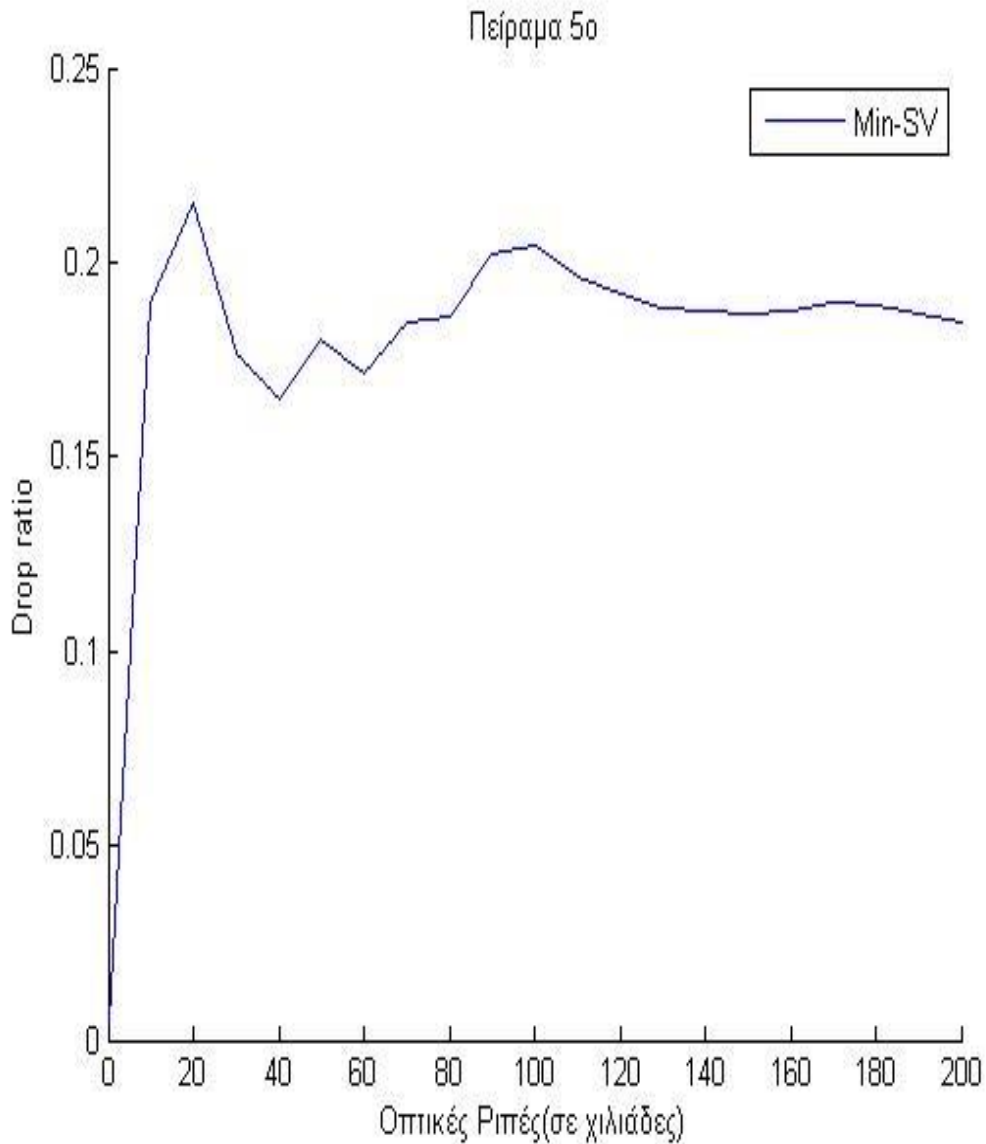
Σε αντίθεση με τα προηγούμενα πειράματα, όπου η πηγή παραγωγής κίνησης ήταν η κατανομή Poisson, στο πέμπτο και τελευταίο πείραμα που υλοποιήθηκε έγινε χρήση μίας εκθετικής-Pareto πηγής παραγωγής κίνησης. Οι διαφορές αυτού του πειράματος σε σχέση με τα προηγούμενα είναι πολλές. Μερικές από αυτές, έχουν να κάνουν με το μέγεθος κάθε ριπής, καθώς και με το offset time, το οποίο αυτή τη φορά προσδιορίζεται με τη βοήθεια της συνάρτησης rand. Η τιμή του offset time κυμαίνεται από 1 έως 100 slots. Ενώ το μέγεθος κάθε ριπής σύμφωνα με την Pareto κυμαίνεται από 1024 έως 10.240 bits.

Η ταχύτητα διαμεταγωγής του καναλιού και εδώ είναι 1 Gbps. Επιπλέον, κάθε στήλη του πίνακα αυτή τη φορά ισοδυναμεί με ένα millisecond (1×10^{-6} δευτερόλεπτα). Δηλαδή κάθε ένα slot μεταφέρονται 1000 bits. Έτσι τα bits που δίνονται από την Pareto διαιρούνται με το 1000 και έτσι υπολογίζεται πόσα slots είναι το μέγεθος της ριπής. Προφανώς, επειδή το αποτέλεσμα της διαίρεσης δεν είναι ακέραιο γίνεται στρογγυλοποίηση προς τα επάνω με την συνάρτηση ceil.

Μία άλλη διαφορά είναι ότι σε αυτό το πείραμα δεν υπάρχει καθορισμένη χρονική διάρκεια. Το κριτήριο τερματισμού του πειράματος μας είναι η το throughput (εισερχόμενες ριπές) να φτάσει τις 200.000. Το μοναδικό κοινό σημείο είναι ο τρόπος επιλογής της οπτικής ίνας ο οποίος παραμένει αμετάβλητος. Τα αποτελέσματα με βάση αυτό το κριτήριο φαίνονται στα παρακάτω γραφήματα.



Πείραμα 5ο - Εικόνα 5. 1



Πείραμα 5ο - Εικόνα 5. 2

Σε αντίθεση με όλα τα προηγούμενα πειράματα, στο τελευταίο πείραμα που επιχειρήθηκε, οι τρεις αλγόριθμοι που μελετώνται έχουν την μεγαλύτερη απόδοση με τη διαφορά στα ποσοστά απόρριψης των ριπών να είναι πολύ σημαντική. Ένα άλλο γεγονός, που ανατρέπει τα μέχρι τώρα συμπεράσματα, είναι ότι σε αυτό το πείραμα ο αλγόριθμος Min-SV, είναι ο περισσότερο αποδοτικός αλγόριθμος για την μεταγωγή των οπτικών ριπών. Ο αλγόριθμος LAUC-VF παρουσιάζεται ικανοποιητικός σε σύγκριση με τον αλγόριθμο Horizon, ο οποίος έχει τρομακτικά μεγάλη διαφορά από τους υπόλοιπους. Αυτό που αξίζει ωστόσο να σημειωθεί είναι ότι και οι τρεις αλγόριθμοι διατηρούν σχεδόν το ίδιο ποσοστό απόρριψης ριπών σε όλη τη διάρκεια του πειράματος.

6. Συμπεράσματα

Με βάση τα αποτελέσματα από την υλοποίηση των πειραμάτων που περιγράφονται στο προηγούμενο κεφάλαιο, ο αποδοτικότερος αλγόριθμος είναι ο LAUC-VF. Το κυρίαρχο πλεονέκτημα του LAUC-VF είναι η συμπλήρωση των κενών διαστημάτων. Έχοντας ως βασικό χαρακτηριστικό την συμπλήρωση κενών διαστημάτων ο συγκεκριμένος αλγόριθμος αξιοποιεί την χωρητικότητα των καναλιών μετάδοσης σε πολύ μεγάλο βαθμό. Το αποτέλεσμα των υψηλών ποσοστών του channel utilization απεικονίζεται και στα αποτελέσματα του drop ratio, το οποίο στις περισσότερες περιπτώσεις διατηρείται σε χαμηλά ποσοστά.

Στην περίπτωση του αλγορίθμου Min-SV, ο οποίος αξιοποιεί την χωρητικότητα των καναλιών σε μεγαλύτερο ποσοστό, και από τους δύο άλλους αλγόριθμους, τα αποτελέσματα του drop ratio δεν ήταν ανάλογα. Το γεγονός αυτό οφείλεται στη δομή του ίδιου του αλγορίθμου. Το μειονέκτημα του Min-SV, που αποτυπώνεται ξεκάθαρα στα αποτελέσματα του drop ratio, είναι η μη αποτελεσματική αντιμετώπιση του μεγάλου φόρτου εργασίας. Δεδομένου ότι ο Min-SV, δεν δεσμεύει από πριν χώρο για τις εισερχόμενες ριπές, και εξυπηρετεί τις ριπές σύμφωνα την χρονική στιγμή άφιξης αυτών, τα υψηλά ποσοστά αξιοποίησης των καναλιών είναι αναμενόμενα. Στις περιπτώσεις όπου το μέγεθος των ριπών ήταν μικρό ή ο ρυθμός άφιξης των οπτικών ριπών κυμαινόταν σε χαμηλά επίπεδα, το drop ratio ήταν πολύ ικανοποιητικό. Ωστόσο όταν το μέγεθος των ριπών είναι σχετικά μεγάλο ή ο ρυθμός άφιξης των οπτικών ριπών βρίσκεται σε υψηλά επίπεδα ο Min-SV αδυνατεί να ανταπεξέλθει στις απαιτήσεις.

Ο αλγόριθμος με τα χαμηλότερα ποσοστά αξιοποίησης των καναλιών και τα υψηλότερα ποσοστά απόρριψης ριπών είναι ο αλγόριθμος Horizon. Συγκριτικά με τους προηγούμενους αλγόριθμους, ο Horizon, δεν αξιοποιεί την χωρητικότητα των καναλιών σε ικανοποιητικό βαθμό με αποτέλεσμα το drop ratio να ξεπερνάει κατά πολύ μεγάλο ποσοστό το «επιτρεπτό» όριο. Η αιτία αυτού του αποτελέσματος είναι η μη συμπλήρωση των κενών διαστημάτων που υφίστανται μεταξύ των αφίξεων δύο ριπών.

7.Βιβλιογραφία

1. Ch. Yuhua, J.S. Turner, Pu-Fan Mo, "Optimal Burst Scheduling in Optical Burst Switched Networks," *IEEE Journal of Lightwave Technology*, Journal of, vol.25, no.8, pp.1883-1894, Aug. 2007.
2. G.I. Papadimitriou, C. Papazoglou, and A.S. Pomportsis, "Optical switching", *Wiley Series in Microwave and Optical Engineering*, Wiley – Interscience, 2006.
3. Y. Chen and J.S. Turner, "WDM Burst Switching for Petabit Capacity Routers", *IEEE Military Communications Conference Proceedings, 1999 (MILCOM 1999)*, vol. 2, pp. 968-973, 1999.
4. Y. Xiong, M. Vandenhoute and H.C. Cankaya, "Control Architecture in Optical Burst-Switched WDM Networks", *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 18, pp. 1838-1851, 2000.
- C. Papazoglou, P. G. Sarigiannidis, G. I. Papadimitriou, and A. S. Pomportsis, "The use of a triangular estimator to improve scheduling in optical burst switched networks", *International Journal of Communication Systems*, vol. 23, no. 2, pp. 187-203.