



ΕΘΝΙΚΟ ΜΕΤΣΟΒΙΟ ΠΟΛΥΤΕΧΝΕΙΟ

ΣΧΟΛΗ ΗΛΕΚΤΡΟΛΟΓΩΝ ΜΗΧΑΝΙΚΩΝ ΚΑΙ
ΜΗΧΑΝΙΚΩΝ ΥΠΟΛΟΓΙΣΤΩΝ

ΤΟΜΕΑΣ ΕΠΙΚΟΙΝΩΝΙΩΝ, ΗΛΕΚΤΡΟΝΙΚΗΣ ΚΑΙ
ΣΥΣΤΗΜΑΤΩΝ ΠΛΗΡΟΦΟΡΙΚΗΣ

Ανάλυση Πρωτοκόλλου WDM Δακτυλίου Αρχιτεκτονικής HORNET

ΔΙΠΛΩΜΑΤΙΚΗ ΕΡΓΑΣΙΑ

Γεώργιος Διονύσιος Π. Μούσουρας

Επιβλέπων : Ιωάννης Πουντουράκης
Καθηγητής Ε.Μ.Π

Αθήνα, Οκτώβριος 2010



ΕΘΝΙΚΟ ΜΕΤΣΟΒΙΟ ΠΟΛΥΤΕΧΝΕΙΟ

ΣΧΟΛΗ ΗΛΕΚΤΡΟΛΟΓΩΝ ΜΗΧΑΝΙΚΩΝ ΚΑΙ
ΜΗΧΑΝΙΚΩΝ ΥΠΟΛΟΓΙΣΤΩΝ

ΤΟΜΕΑΣ ΕΠΙΚΟΙΝΩΝΙΩΝ, ΗΛΕΚΤΡΟΝΙΚΗΣ ΚΑΙ
ΣΥΣΤΗΜΑΤΩΝ ΠΛΗΡΟΦΟΡΙΚΗΣ

Ανάλυση Πρωτοκόλλου WDM Δακτυλίου Αρχιτεκτονικής HORNET

ΔΙΠΛΩΜΑΤΙΚΗ ΕΡΓΑΣΙΑ

Γεώργιος Διονύσιος Π. Μούσουρας

Επιβλέπων : Ιωάννης Πουντουράκης
Καθηγητής Ε.Μ.Π

Εγκρίθηκε από την τριμελή εξεταστική επιτροπή την 26^η Οκτωβρίου 2010.

.....
Ι. Πουντουράκης
Καθηγητής Ε.Μ.Π

.....
Η. Αβραμόπουλος
Καθηγητής Ε.Μ.Π

.....
Μ. Θεολόγου
Καθηγητής Ε.Μ.Π

Αθήνα, Οκτώβριος 2010

.....

Γεώργιος Διονύσιος Π. Μούσουρας

Διπλωματούχος Ηλεκτρολόγος Μηχανικός και Μηχανικός Υπολογιστών

Ε.Μ.Π

Copyright © Γεώργιος Διονύσιος Π. Μούσουρας, 2010

Με επιφύλαξη παντός δικαιώματος. All rights reserved.

Απαγορεύεται η αντιγραφή, αποθήκευση και διανομή της παρούσας εργασίας, εξ ολοκλήρου ή τμήματος αυτής, για εμπορικό σκοπό. Επιτρέπεται η ανατύπωση, αποθήκευση και διανομή για σκοπό μη κερδοσκοπικό, εκπαιδευτικής ή ερευνητικής φύσης, υπό την προϋπόθεση να αναφέρεται η πηγή προέλευσης και να διατηρείται το παρόν μήνυμα. Ερωτήματα που αφορούν τη χρήση της εργασίας για κερδοσκοπικό σκοπό πρέπει να απευθύνονται προς το συγγραφέα. Οι απόψεις και τα συμπεράσματα που περιέχονται σε αυτό το έγγραφο εκφράζουν το συγγραφέα και δεν πρέπει να ερμηνευθεί ότι αντιπροσωπεύουν τις επίσημες θέσεις του Εθνικού Μετσόβιου Πολυτεχνείου

ΠΕΡΙΛΗΨΗ

Η σύγχρονες ανάγκες των δικτύων δημιουργούν μια διαρκώς αυξανόμενη απαίτηση για ευρυζωνικότητα. Το αντικείμενο της εργασίας είναι η μελέτη πρωτοκόλλων που βρίσκουν εφαρμογή σε οπτικά πολυδιαυλικά, με διαίρεση μήκους κύματος, μητροπολιτικά δίκτυα καθώς και η ανάλυση και προσομοίωση μιας καινοτομικής διεπαφής κόμβου. Η αρχιτεκτονική που αποτελεί τη βάση της μελέτης μας είναι το HORNET. Το πρωτόκολλο αυτό προέκυψε ως εξέλιξη του SONET/SDH και σχεδιάστηκε ώστε να καλύπτει τις σύγχρονες απαιτήσεις των μητροπολιτικών δικτύων. Η βασικότερη καινοτομία του HORNET είναι η πολλαπλή πρόσβαση στο δίαυλο και η αποφυγή συγκρούσεων με τη βοήθεια υποφερουσών συχνοτήτων, οι οποίες εκτελούν λειτουργία ανίχνευσης φέροντος. Η διεπαφή κόμβου του HORNET λειτουργεί με ένα σταθερά συντονισμένο δέκτη και έναν πομπό μεταβλητού συντονισμού. Ωστόσο, με την αλματώδη εξέλιξη της τεχνολογίας έγιναν εμφανείς οι αδυναμίες του HORNET και για αυτό προτάθηκαν εξελιγμένες αρχιτεκτονικές. Μια τέτοια εξελιγμένη αρχιτεκτονική προτείνεται και στην εργασία αυτή. Η λειτουργία της διεπαφής κόμβου της προτεινόμενης αρχιτεκτονικής έγκειται στην αντικατάσταση του πομπού μεταβλητού συντονισμού από πολλούς σταθερά συντονισμένους πομπούς. Για τη μελέτη της δημιουργούμε ένα εικονικό μητροπολιτικό δίκτυο στο οποίο εφαρμόζουμε τόσο την προτεινόμενη αρχιτεκτονική όσο και μια άλλη εξελιγμένη έκδοση του HORNET, η οποία στηρίζεται σε πολλούς σταθερά συντονισμένους δέκτες και έναν σταθερά συντονισμένο πομπό. Σε πρώτη φάση εκτελείται μια θεωρητική ανάλυση του δικτύου προκειμένου να υπολογιστεί η μέγιστη τιμή της διέλευσης ανά κόμβο και συγκρίνουμε τις δυο αρχιτεκτονικές. Στη συνέχεια, εκτελείται προσομοίωση στο ίδιο δίκτυο για τις δυο διαφορετικές αρχιτεκτονικές κόμβου πρόσβασης και παρουσιάζονται τα αριθμητικά αποτελέσματα και χρήσιμα συμπεράσματα από τα οποία γίνεται σαφές ότι η προτεινόμενη αρχιτεκτονική αποδίδει πολύ καλύτερα σε σχέση με προηγούμενες.

Λέξεις - Κλειδιά : Μητροπολιτικά δίκτυα, HORNET, σταθερά συντονισμένος πομπός/δέκτης, πομπός/δέκτης μεταβλητού συντονισμού, προσομοίωση, διεπαφή κόμβου

ABSTRACT

In our days, the needs of networks create a continuously increasing demand for extra bandwidth. The object of this thesis is to study protocols which are used at optical metropolitan area networks (MAN) with wavelength division multiplexing and also propose a new interface of node which is analyzed and simulated. This research is based on a node architecture called HORNET. This protocol constitutes the evolution of SONET/SDH and meets the need of contemporary MANs. The most important innovation of HORNET is the carrier sense multiple access with collision avoidance. The carrier sensing scheme is achieved through subcarrier multiplexing. The interface of HORNET functions with one fixed receiver and one tunable transmitter. Nevertheless, the outbreak of technology made the disadvantages of HORNET clear and that is why new technologies are proposed. One of these advanced technologies is proposed in this thesis. The function of the node's interface consists of one fixed receiver and many fixed transmitters (FR FT^W) which replace the tunable transmitter of HORNET. In order to study this new node architecture we develop an iconic MAN in which we implement the suggested node architecture and another evolution of HORNET, which consists of multiple fixed receivers and a fixed transmitter (FR^W FT). In the first place, we theoretically analyze the function of the network, in order to estimate the maximum throughput per node for both interfaces. Secondly, we simulate both scenarios and we present the numerical results with many important deductions from which we conclude that the proposed architecture (FR FT^W) functions better than the other one (FR^W FT).

Keywords: Metropolitan Area Network, fixed receiver/ transmitter, tunable receiver/ transmitter, network simulation, node interface

Ευχαριστίες

Θα ήθελα να απευθύνω ευχαριστίες στην οικογένεια μου και ειδικά στη μητέρα μου που με στήριξε ψυχολογικά στην προσπάθεια μου να ολοκληρώσω αυτή την εργασία, καθώς και τον επιβλέποντα καθηγητή κ. Ιωάννη Πουντουράκη που μου έδωσε τη δυνατότητα να έρθω σε επαφή με ένα πολύ ενδιαφέρον πεδίο έρευνας και χωρίς τη συμβολή και την καθοδήγηση του οποίου αυτή η εργασία δεν θα μπορούσε να ολοκληρωθεί. Τέλος θα ήθελα να ευχαριστήσω την κ. Μπέτυ Μπαζιάνα, την ξαδέρφη μου Κατερίνα, τη Μαρία όπως και όλους όσους βοήθησαν στην περάτωση της εργασίας.

ΠΕΡΙΕΧΟΜΕΝΑ

| | | |
|----------|--|-----------|
| 1 | ΕΙΣΑΓΩΓΗ | 12 |
| 1.1 | Γενικά | 12 |
| 1.2 | Συστήματα Διαμόρφωσης και Μετάδοσης | 13 |
| 1.2.1 | TDM | 14 |
| 1.2.2 | WDM | 15 |
| 1.2.3 | PM | 16 |
| 1.2.4 | OCDM | 17 |
| 1.2.5 | Πολυπλεξία τρόπων διάδοσης | 17 |
| 1.3 | Μητροπολιτικά Δίκτυα | 18 |
| 1.4 | SONET/SDH | 25 |
| 1.5 | HORNET | 27 |
| 1.6 | Σκοπός της Εργασίας | 28 |
| 1.7 | Οργάνωση της Εργασίας | 28 |
| 2 | ΠΑΡΟΥΣΙΑΣΗ ΚΑΙ ΑΝΑΛΥΣΗ ΠΡΩΤΟΚΟΛΛΩΝ | 29 |
| 2.1 | Εισαγωγή | 29 |
| 2.2 | Hornet | 31 |
| 2.2.1 | Αρχιτεκτονική Δικτύου Hornet | 31 |
| 2.2.2 | Αρχιτεκτονική Access Point | 34 |
| 2.2.3 | Slot Manager | 36 |
| 2.2.4 | Smart Drop | 39 |
| 2.2.5 | Smart Add | 42 |
| 2.2.6 | Mac Πρωτόκολλα για το Hornet | 46 |
| 2.3 | Αρχιτεκτονική Κόμβου FR ^W FT | 50 |
| 2.4 | Token Ring | 53 |
| 2.4.1 | Επιδόσεις Δακτυλίου με Σκυτάλη | 60 |
| 2.5 | Token Bus Network | 61 |
| 2.6 | FDDI | 63 |
| 2.7 | WDM multi token Ring | 69 |
| 2.8 | DBDQ | 71 |
| 3 | Αρχιτεκτονική και Λειτουργία Προτεινόμενου Κόμβου | 75 |
| 3.1 | Εισαγωγή | 75 |
| 3.2 | Interface του κόμβου | 79 |
| 3.3 | Διαδικασία Λήψης και Διαχείρισης Μεταδόσεων | 81 |

| | | |
|---------------------|---|------------|
| 4 | Ανάλυση Δικτύου | 86 |
| 4.1 | Εισαγωγή | 86 |
| 4.2 | Αρχιτεκτονική Δικτύου | 87 |
| 4.3 | Αρχιτεκτονική Κόμβου Πρόσβασης | 89 |
| 4.4 | MAC protocol | 93 |
| 4.5 | Θεωρητικές Προβλέψεις | 94 |
| 5 | Ανάλυση Προσομοίωσης Δικτύου | 102 |
| 5.1 | Εισαγωγή | 102 |
| 5.2 | Σχεδίαση Προγράμματος Προσομοίωσης | 104 |
| 5.2.1 | Προσομοίωση Διακριτών Γεγονότων | 105 |
| 5.3 | Υλοποίηση Προγράμματος Προσομοίωσης | 107 |
| 5.3.1 | Components | 107 |
| 5.3.2 | Procedures | 115 |
| 5.4 | Πηγή Κίνησης | 118 |
| 6 | Αριθμητικά Αποτελέσματα Προσομοίωσης | 120 |
| 6.1 | Εισαγωγή | 120 |
| 6.2 | Αριθμητικά Αποτελέσματα Προσομοίωσης Προτεινόμενης Αρχιτεκτονικής FR FT ⁴ | 122 |
| 6.3 | Αριθμητικά Αποτελέσματα Προσομοίωσης Αρχιτεκτονικής FR ⁴ FT | 132 |
| 6.4 | Συγκριτικά Αποτελέσματα | 145 |
| 6.5 | Εισερχόμενη Κίνηση | 150 |
| ΠΑΡΑΡΤΗΜΑ | | 152 |
| ΒΙΒΛΙΟΓΡΑΦΙΑ | | 160 |

Κατάλογος Εικόνων

| | |
|----------------|-----|
| Εικόνα 1.1 | 15 |
| Εικόνα 1.2 | 17 |
| Εικόνα 1.3 | 19 |
| Εικόνα 1.4 | 20 |
| Εικόνα 1.5 | 21 |
| Εικόνα 2.1 | 33 |
| Εικόνα 2.2 | 34 |
| Εικόνα 2.3 | 35 |
| Εικόνα 2.4 | 35 |
| Εικόνα 2.5 | 37 |
| Εικόνα 2.6 | 38 |
| Εικόνα 2.7 | 40 |
| Εικόνα 2.8 | 41 |
| Εικόνα 2.9 | 41 |
| Εικόνα 2.10 | 44 |
| Εικόνα 2.11 | 44 |
| Εικόνα 2.12 | 46 |
| Εικόνα 2.13 | 55 |
| Εικόνα 2.14 | 62 |
| Εικόνα 2.15 | 64 |
| Εικόνα 2.16 | 65 |
| Εικόνα 2.17 | 67 |
| Εικόνα 2.18 | 68 |
| Εικόνα 2.19 | 73 |
| Εικόνα 3.1 | 79 |
| Εικόνα 3.2 | 83 |
| Εικόνα 4.1 | 87 |
| Εικόνα 4.2 | 90 |
| Εικόνα 4.3 | 92 |
| Εικόνα 4.4 | 95 |
| Εικόνα 5.1 | 111 |
| Εικόνα 5.2 | 111 |
| Εικόνα 5.3 | 117 |
| Εικόνα 5.4 | 119 |
| Εικόνα 6.1.1 | 122 |
| Εικόνα 6.1.2 | 123 |
| Εικόνα 6.2 | 124 |
| Εικόνα 6.3 | 126 |
| Εικόνα 6.4 | 130 |
| Εικόνα 6.5 | 132 |
| Εικόνα 6.6.1.1 | 133 |

| | |
|----------------|-----|
| Εικόνα 6.6.1.2 | 134 |
| Εικόνα 6.6.2.1 | 134 |
| Εικόνα 6.6.2.2 | 134 |
| Εικόνα 6.7.1 | 136 |
| Εικόνα 6.7.2 | 137 |
| Εικόνα 6.8.1 | 138 |
| Εικόνα 6.8.2 | 139 |
| Εικόνα 6.9.1.1 | 142 |
| Εικόνα 6.9.1.2 | 143 |
| Εικόνα 6.9.2.1 | 143 |
| Εικόνα 6.9.2.2 | 134 |
| Εικόνα 6.10 | 145 |
| Εικόνα 6.11.1 | 146 |
| Εικόνα 6.11.2 | 147 |
| Εικόνα 6.12.1 | 148 |
| Εικόνα 6.12.2 | 148 |
| Εικόνα 6.13.1 | 149 |
| Εικόνα 6.13.2 | 150 |

Κατάλογος Πινάκων

| | |
|-------------|-----|
| Πίνακας 4.1 | 89 |
| Πίνακας 6.1 | 128 |
| Πίνακας 6.2 | 130 |
| Πίνακας 6.3 | 138 |
| Πίνακας 6.4 | 141 |
| Πίνακας 6.5 | 145 |
| Πίνακας 6.6 | 147 |
| Πίνακας 6.7 | 148 |
| Πίνακας 6.8 | 150 |
| Πίνακας 6.9 | 151 |

ΚΕΦΑΛΑΙΟ 1

Εισαγωγή

1.1 Γενικά

Στο πλαίσιο της παγκοσμιοποίησης και της κοινωνίας της πληροφορίας η ανάγκη για ευρυζωνικότητα είναι πλέον επιτακτική σε κάθε γωνιά του πλανήτη. Στην Ελλάδα, η εξέλιξη των τηλεπικοινωνιών την τελευταία εικοσαετία είναι εκπληκτική με την διαρκή εισαγωγή νέων τεχνολογιών στην αγορά. Στις αρχές της δεκαετίας του '90 όταν η τηλεφωνία έγινε ψηφιακή, η πρόσβαση στο διαδίκτυο γινόταν με τη βοήθεια μόντεμ τα οποία χρησιμοποιούσαν το εύρος της τηλεφωνικής γραμμής το οποίο μέχρι τότε χρησιμοποιούταν αποκλειστικά για μετάδοση φωνής. Όπως γίνεται αντιληπτό, η οικιακή χρήση του διαδικτύου αποτελούσε είδος πολυτελείας. Στις απαρχές της νέας χιλιετίας, αρχικά η τεχνολογία γραμμής ISDN και στη συνέχεια το ευρέως διαδεδομένο πλέον DSL έφεραν το διαδίκτυο σε κάθε σπίτι όπου υπήρχε τηλεφωνική γραμμή. Ωστόσο, παράλληλα με την εξέλιξη της τεχνολογίας των επικοινωνιών υπάρχει και ανάπτυξη εφαρμογών για αξιοποίηση της υπάρχουσας τεχνολογίας. Με τις ανάγκες για ευρυζωνικότητα να αυξάνονται συνεχώς αποκαλύφθηκε το μεγάλο μειονέκτημα της χορήγησης διαδικτύου μέσω των τηλεφωνικών γραμμών. Τα χάλκινα τηλεφωνικά καλώδια δεν μπορούν να προσφέρουν το απαιτούμενο εύρος ζώνης με αποτέλεσμα να υπάρχει στρόφη στην αναζήτηση καλύτερων κυματοδηγών. Αποτέλεσμα της αναζήτησης ήταν οι οπτικές ίνες και οι ασύρματες ζεύξεις με κάθε μέθοδο να έχει τα δικά της πλεονεκτήματα και μειονεκτήματα. Οι οπτικές ίνες προσφέρουν τεράστιο εύρος ζώνης όμως δεν μπορούν να αντικαταστήσουν τα χάλκινα καλώδια αφού το κόστος είναι υπέρογκο.

Ενώ οι ασύρματες ζεύξεις υπολείπονται σε εύρος ζώνης αλλά υπερτερούν σε θέματα πρόσβασης. Παρόλα αυτά ο συνδυασμός των 2 μέσων έφερε τη λύση. Συγκεκριμένα, οι ίνες χρησιμοποιούνται σε δίκτυα κορμού στα οποία ο όγκος πληροφορίας είναι τεράστιος ενώ οι δορυφορικές ζεύξεις χρησιμοποιούνται για σύνδεση απομακρυσμένων προορισμών. Ωστόσο, η ανάπτυξη νέων ακόμα πιο απαιτητικών σε ταχύτητα εφαρμογών πολυμέσων όπως tv streaming, video on demand αλλά και άλλων online υπηρεσιών απαιτεί περεταίρω ευρυζωνικότητα η οποία δύσκολα μπορεί να καλυφθεί από το χαλκό. Για αυτό το λόγο αναπτύχθηκε η τεχνολογία των οπτικών μητροπολιτικών δικτύων.

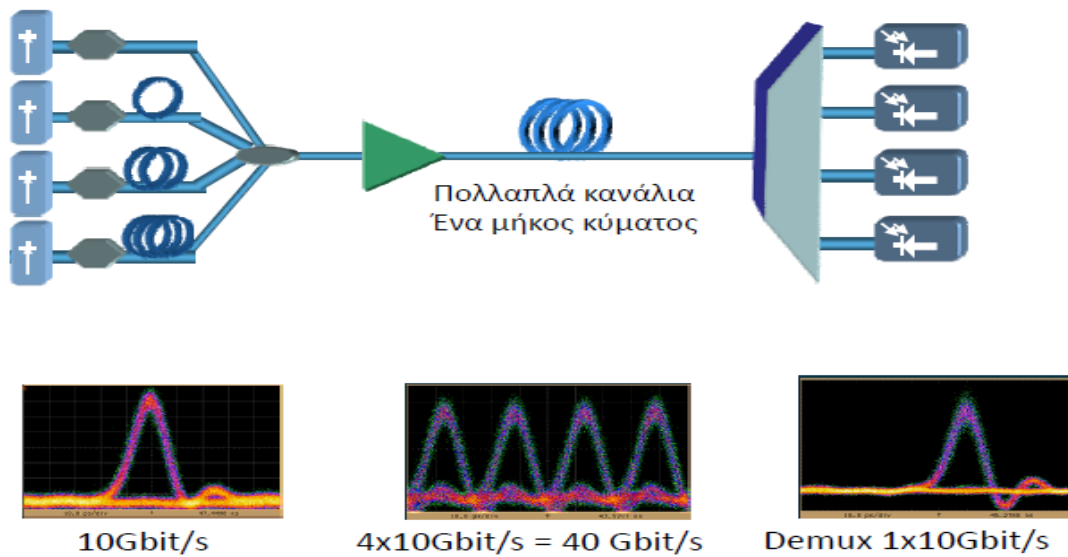
1.2 Συστήματα διαμόρφωσης και μετάδοσης

Τα οπτικά δίκτυα δείχνουν να είναι η μοναδική λύση στο πρόβλημα της διαρκώς αυξανόμενης ανάγκης για ευρυζωνικότητα. Η ιδιαιτερότητα των οπτικών ινών είναι το τεράστιο εύρος συχνοτήτων που μπορούν να κυματοδηγήσουν και μάλιστα με μικρές απώλειες ισχύος και παραμορφώσεις του σήματος λόγω διασποράς ή μη γραμμικών φαινομένων σε σχέση με άλλους κυματοδηγούς. Ακριβώς επειδή το οπτικό σήμα είναι υψηλής συχνότητας (τάξεως THz) η χωρητικότητα μιας ίνας μπορεί να φτάσει τιμές της τάξεως των Tbps. Φυσικά, η δημιουργία ενός ηλεκτρικού σήματος με τόσο υψηλή συχνότητα είναι άχρηστο διότι δεν υπάρχουν επεξεργαστές που θα μπορούσαν να το διαβάσουν αφού τα ρολόγια των ολοκληρωμένων κυκλωμάτων μπορούν να φτάσουν ταχύτητες μόλις μερικών GHz, διότι σε υψηλότερες συχνότητες η απαγωγή θερμότητας δεν είναι αρκετή με αποτέλεσμα τα τρανζίστορ να περνούν σε κατάσταση θερμικής φυγής και να μην μπορούν να λειτουργήσουν. Για τη λύση αυτού του προβλήματος δημιουργήθηκαν οι τεχνολογίες διαίρεσης χρόνου και μήκους κύματος γνωστές διεθνώς ως time division multiplexing (TDM) και wavelength division multiplexing (WDM). Το δεύτερο δεν είναι παρά η γνωστή από τα ασύρματα και το χαλκό διαίρεση συχνότητας ή frequency division multiplexing (FDM). Να σημειωθεί ότι έχουν αναπτυχθεί και άλλες τεχνικές πολύπλεξης όπως η πολυπλεξία τρόπων πόλωσης (PM), η πολυπλεξία διαίρεσης κώδικα (OCDM) όπως και η πολυπλεξία τρόπων διάδοσης με τις οποίες όμως δεν θα ασχοληθούμε εκτενώς.

1.2.1 TDM

Το σύστημα διαίρεσης χρόνου διαχωρίζεται σε δυο κατηγορίες την ηλεκτρική διαίρεση χρόνου(ETDM) και την οπτική διαίρεση χρόνου(OTDM). Στο σύστημα ηλεκτρικής διαίρεσης χρόνου όλες οι πηγές παράγουν ηλεκτρικούς παλμούς ίδιας συχνότητας. Αυτές οι ροές δεδομένων στη συνέχεια πολυπλέκονται σε ηλεκτρικό σήμα υψηλότερης συχνότητας και διαμορφώνουν οπτικό φέρον. Κατά την αποδιαμόρφωση με τη βοήθεια φωτοδιόδου αφαιρείται το οπτικό φέρον και γίνεται η μετατροπή του σήματος από οπτικό σε ηλεκτρικό. Το ηλεκτρικό σήμα οδηγείται σε κύκλωμα απόφασης το οποίο διαχωρίζει και τους παλμούς των διαφορετικών πηγών. Στην περίπτωση της οπτικής διαίρεσης χρόνου, το ηλεκτρικό σήμα από κάθε πηγή διαμορφώνει το ίδιο οπτικό φέρον χαμηλής συχνότητας και με αυτό τον τρόπο τα ηλεκτρικά σήματα όλων των πηγών μετατρέπονται σε οπτικό σήμα χαμηλής συχνότητας. Ακολούθως τα οπτικά σήματα πολυπλέκονται χρονικά με τη βοήθεια γραμμών καθυστέρησης διαφορετικού μήκους για κάθε πηγή και με αυτό τον τρόπο δημιουργείται οπτικό σήμα υψηλότερης συχνότητας το οποίο διαδίδεται στην ίνα (βλ. σχήμα 1.1).

Ακριβώς η αντίστροφη διαδικασία ακολουθείται κατά την αποδιαμόρφωση. Μολονότι οι 2 μέθοδοι συμβάλλουν στην καλύτερη αξιοποίηση του φάσματος της ίνας στην προσπάθεια πολύπλεξης πολλών σημάτων εμφανίζονται προβλήματα χρονισμού για αυτό προτιμάται η πολύπλεξη μήκους κύματος που αναλύεται αναλυτικά στην επόμενη παράγραφο.



Εικόνα 1.1: Σύστημα διαμόρφωσης και αποδιαμόρφωσης οπτικής διαίρεσης χρόνου (OTDM)[1]

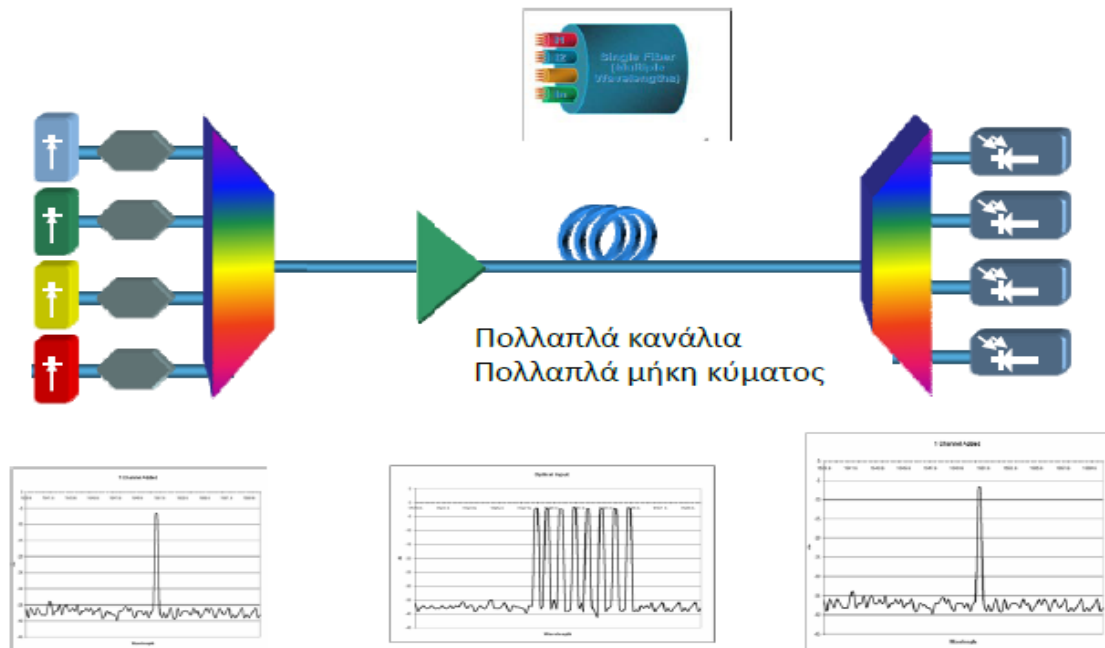
1.2.2 WDM

Η τεχνική της διαίρεσης μήκους κύματος δείχνει να είναι η πιο αποτελεσματική για την αξιοποίηση της τεράστιας χωρητικότητας των οπτικών ινών, για αυτό άλλωστε έχει επικρατήσει έναντι των άλλων δύο. Η συγκεκριμένη τεχνολογία βασίζεται στο ότι το ηλεκτρικό σήμα κάθε πηγής διαμορφώνει οπτικό φέρον διαφορετικού μήκους κύματος ή κατά την κοινή ορολογία διαφορετικού χρώματος και στη συνέχεια τα διαφορετικά χρώματα ταξιδεύουν παράλληλα μέσα στην ίδια ίνα χωρίς να αλληλεπιδρούν ιδιαίτερα το ένα με το άλλο (βλ. σχήμα 1.2). Κατά την αποδιαμόρφωση το οπτικό σήμα περνάει από συστοιχία οπτικών φίλτρων καθένα από τα οποία απομονώνει ένα χρώμα με αποτέλεσμα τα κάθε σήμα να μετατρέπεται ξεχωριστά σε ηλεκτρικό για περαιτέρω επεξεργασία. Σε μια γρήγορη ιστορική αναδρομή της τεχνικής αυτής σύμφωνα με το [1], παρουσιάζεται για πρώτη φορά στα τέλη της δεκαετίας του '80 ως WDM πρώτης γενιάς με μόλις δύο μήκη κύματος με τεράστια για τα σημερινά δεδομένα φασματική απόσταση (1310, 1550 nm). Στις αρχές της επόμενης δεκαετίας έρχεται η WDM δεύτερης γενιάς με δυο έως οκτώ κανάλια στο φασματικό παράθυρο των 1550 nm με φασματική απόσταση μεγαλύτερη των 400 GHz.

Μεταγενέστερα εμφανίζεται το Coarse Wavelength Division Multiplexing (CWDM) ορισμένο με standard ITU-T G694.2 το οποίο ορίζει μέχρι 18 κανάλια με φασματική απόσταση 20 nm και καλύπτει απόσταση από 40 έως 100 km. Στα σύγχρονα συστήματα WDM τα κανάλια είναι πιο κοντά μεταξύ τους φασματικά και για αυτό ονομάζονται Dense Wavelength Division Multiplexing (DWDM). Συγκεκριμένα, έχουν από 16 έως 40 κανάλια στο φασματικό παράθυρο των 1550 nm με τη φασματική απόσταση να ποικίλει σε τιμές από 200 GHz έως 100 GHz και το σύστημα να καλύπτει αποστάσεις μεγαλύτερες των 600 km. Μάλιστα σε εργαστηριακό επίπεδο έχει επιτευχθεί ταχύτητα που αγγίζει τα 10 Tbps. Αξίζει να σημειωθεί πως σύγχρονα συστήματα χρησιμοποιούν ακόμα και υβριδική τεχνολογία DWDM/TDM στην οποία έχουμε διαίρεση μήκους κύματος και σε κάθε διαφορετικό κανάλι έχουμε διαίρεση χρόνου. Το συγκεκριμένο σύστημα θυμίζει έντονα τεχνολογία GSM που χρησιμοποιείται στην κινητή τηλεφωνία. Η επόμενη γενιά συστημάτων DWDM αναμένεται να μπορεί να υποστηρίξει από 64 έως 160 κανάλια με τη φασματική τους απόσταση να μειώνεται έως και τα 25 GHz. Όσο η τεχνολογία στα laser και τα οπτικά φίλτρα βελτιώνεται τόσο μικρότερη απόσταση μεταξύ των καναλιών μπορεί να επιτευχθεί. Τα πιο κοινά προβλήματα της τεχνικής αυτής είναι η ετεροδιαμόρφωση και η μίξη 4 φωτονίων τα οποία συγκαταλέγονται στα μη γραμμικά φαινόμενα των οπτικών ινών και μολονότι δεν μπορούν να εξαλειφθούν υπάρχουν τεχνικές που μειώνουν αισθητά την αλλοίωση που προκαλούν στο οπτικό σήμα[2].

1.2.3 PM

Όπως είναι γνωστό το οπτικό σήμα διαδίδεται πολωμένο. Με την τεχνική πολυπλεξίας τρόπων πόλωσης διαμορφώνονται δυο ανεξάρτητες ροές δεδομένων σε 2 ορθογωνικές πολώσεις. Να σημειωθεί πως η συγκεκριμένη τεχνική μπορεί εύκολα να συνδυαστεί με τις άλλες δυο WDM και TDM διπλασιάζοντας τη χωρητικότητα της ίνας χωρίς ιδιαίτερο κόστος. Μάλιστα με αυτή την τεχνική έχει επιτευχθεί χωρητικότητα 1.28 Tbps σε σύστημα OTDM. Το μόνο πρόβλημα είναι τα φαινόμενα αποπόλωσης που συχνά παρουσιάζονται.



Εικόνα 1.2: Σύστημα διαμόρφωσης και αποδιαμόρφωσης πολύπλεξης μήκους κύματος (WDM)[1]

1.2.4 OCDM

Πολυπλεξία που βασίζεται στη μίξη της πληροφορίας χρήσιμων καναλιών με ορθογωνικές ψευδοτυχαίες ακολουθίες. Χρησιμοποιείται κυρίως σε ασύρματα συστήματα τρίτης γενιάς και όχι τόσο σε οπτικές ίνες.

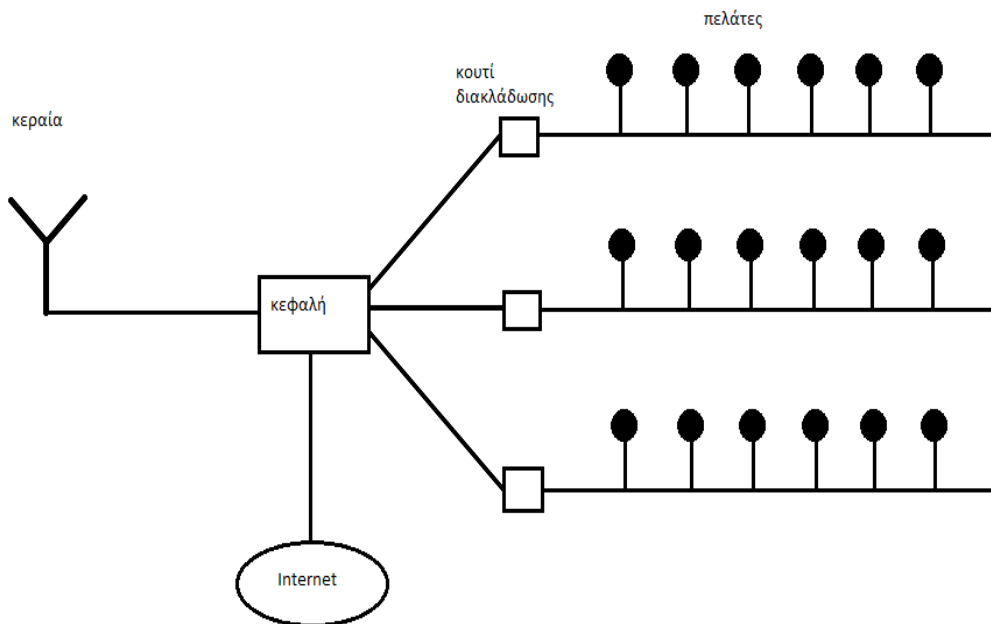
1.2.5 Πολυπλεξία Τρόπων Διάδοσης

Η συγκεκριμένη μέθοδος μπορεί να χρησιμοποιηθεί αποκλειστικά σε πολυρυθμικές ίνες στις οποίες διαφορετικά σήματα μεταδίδονται με διαφορετικούς ρυθμούς. Ωστόσο, οι πολυρυθμικές ίνες είναι ακατάλληλες για μεγάλες αποστάσεις και αυτό είναι το βασικό μειονέκτημα της μεθόδου.

1.3 Μητροπολιτικά Δίκτυα

Μητροπολιτικό δίκτυο ή metropolitan area network (MAN) ορίζεται σύμφωνα με το [3] ως ένα δίκτυο το οποίο καλύπτει αποστάσεις από μερικές δεκάδες έως μερικές εκατοντάδες χιλιόμετρα ή συνοπτικά μια πόλη. Το πρώτο παράδειγμα ή για να το θέσουμε αρτιότερα ο πρόδρομος ενός μητροπολιτικού δικτύου είναι η καλωδιακή τηλεόραση που υπάρχει σε πολλές πόλεις. Αυτό το σύστημα είναι εξέλιξη των παλαιότερων συστημάτων κοινοτικών κεραιών που χρησιμοποιούνταν σε περιοχές με κακή τηλεοπτική λύση από αέρος. Σε αυτά τα πρώιμα συστήματα, μια μεγάλη κεραία ήταν τοποθετημένη στην κορυφή ενός κοντινού λόφου και στη συνέχεια το σήμα στέλνεται στα σπίτια των συνδρομητών. Αρχικά τα συστήματα αυτά ήταν τοπικά σχεδιασμένα και εξειδικευμένα. Αργότερα κάποιες εταιρίες άρχισαν να ασχολούνται με αυτή τη δουλειά, υπογράφοντας συμβόλαια με τις δημοτικές αρχές για την καλωδίωση μιας ολόκληρης πόλης.

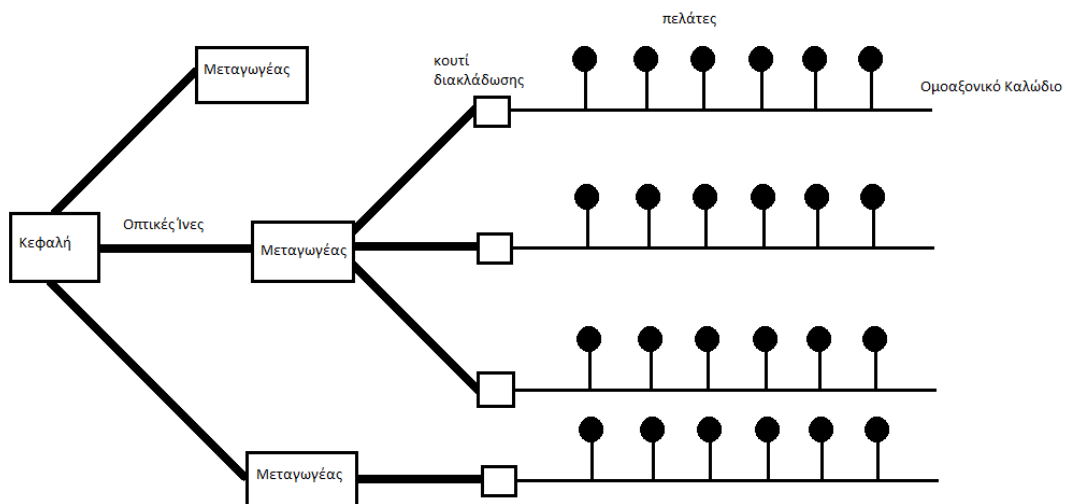
Το επόμενο βήμα ήταν τηλεοπτικά προγράμματα και ακόμη και ολόκληρα κανάλια που ήταν σχεδιασμένα μόνο για καλωδιακή τηλεόραση και συχνά εξειδικευμένου περιεχομένου. Από τη σύλληψή τους μέχρι τα τέλη της δεκαετίας του 1990, όμως, τα δίκτυα αυτά προορίζονται μόνο για τηλεοπτική λήψη. Καθώς το διαδίκτυο αναπτύχθηκε και άρχισε να προσελκύει το ενδιαφέρον των καταναλωτών οι εταιρίες παροχής καλωδιακής τηλεόρασης αντιλήφθηκαν ότι θα μπορούσαν να προσφέρουν αμφίδρομες παροχές Internet με κάποιες απλές τροποποιήσεις χρησιμοποιώντας ανεκμετάλλευτες περιοχές του φάσματος. Σε αυτό το σημείο, το σύστημα καλωδιακής τηλεόρασης άρχισε να μεταλλάσσεται από ένα τρόπο διανομής τηλεόρασης σε ένα μητροπολιτικό δίκτυο. Σε μια πρώτη προσέγγιση, ένα δίκτυο MAN μπορεί να μοιάζει με το σύστημα που φαίνεται στην εικόνα 1.3. Σε αυτό το σχήμα βλέπουμε ότι τόσο τα τηλεοπτικά όσο και το Internet τροφοδοτούνται από μια κεντρική κεφαλή (head end) για μετέπειτα διανομή στα σπίτια.



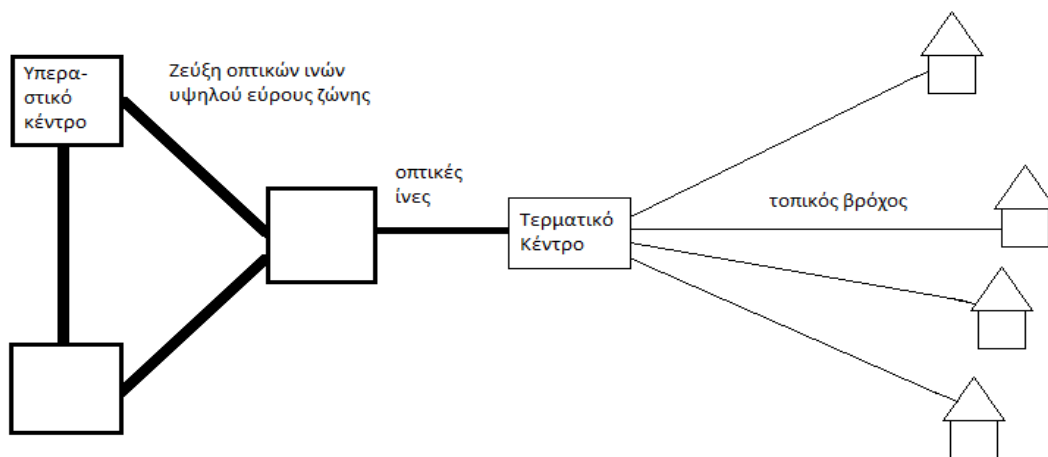
Εικόνα 1.3 : Μητροπολιτικό δίκτυο βασισμένο στην καλωδιακή τηλεόραση

Με την πάροδο των χρόνων το καλωδιακό σύστημα μεγάλωσε και τα καλώδια ανάμεσα στις διάφορες πόλεις αντικαταστάθηκαν από οπτικές ίνες υψηλού εύρους ζώνης, με παρόμοιο τρόπο όπως και στο τηλεφωνικό σύστημα. Ένα σύστημα που έχει οπτικές ίνες για τις μακρινές αποστάσεις και ομοαξονικά καλώδια μέχρι τα σπίτια ονομάζεται Υβριδικό Οπτικό και Ομοαξονικό σύστημα ή HFC (Hybrid Fiber Coax) (βλ. εικόνα 1.4). Οι ηλεκτρο-οπτικοί μετατροπείς οι οποίοι διασυνδέουν τα οπτικά και τα ηλεκτρικά μέρη του συστήματος ονομάζονται κόμβοι οπτικών ινών (fiber nodes). Επειδή το εύρος ζώνης των οπτικών ινών είναι τόσο πολύ μεγαλύτερο από αυτό των ομοαξονικών καλωδίων, ένας κόμβος οπτικών ινών μπορεί να εξυπηρετήσει περισσότερα από ένα ομοαξονικά καλώδια. Τα τελευταία χρόνια πολλές επιχειρήσεις καλωδιακής τηλεόρασης έχουν αποφασίσει να εισέλθουν στην αγορά πρόσβασης στο Internet, συχνά μάλιστα και στην αγορά της τηλεφωνίας.

Παρόλα αυτά, οι τεχνικές διαφορές ανάμεσα στις καλωδιακές εγκαταστάσεις και τις τηλεφωνικές έχουν σημαντική επίδραση στις ενέργειες που πρέπει να γίνουν προκειμένου να επιτευχθούν οι στόχοι αυτοί. Η βασικότερη διαφορά είναι η κίνηση προς δυο κατευθύνσεις. Στην τηλεόραση όλοι οι πελάτες λαμβάνουν το ίδιο σήμα ενώ στο διαδίκτυο κάθε πελάτης έχει διαφορετικές απαιτήσεις ενώ απαιτείται ο πελάτης να στέλνει πληροφορίες στον εξυπηρετητή. Αυτός είναι ο βασικότερος λόγος που επικράτησε η τεχνολογία ADSL η οποία βασίστηκε στο ήδη υπάρχον τηλεφωνικό δίκτυο όπως φαίνεται στην εικόνα 1.5.



Εικόνα 1.4 : Μητροπολιτικό δίκτυο διανομής Internet βασισμένο στην καλωδιακή τηλεόραση με χρήση οπτικών ινών (HFC)



Εικόνα 1.5 : Δίκτυο ADSL βασισμένο στο υπάρχον τηλεφωνικό δίκτυο

Το Μητροπολιτικό Δίκτυο σήμερα [27] είναι ένα δίκτυο οπτικών ινών που καλύπτει αποστάσεις από μερικές δεκάδες έως μερικές εκατοντάδες χιλιόμετρα, συνήθως στηρίζεται σε τεχνολογίες SDH/SONET, Ethernet και ATM. Το Μητροπολιτικό Δίκτυο συνδέει εκατοντάδες σημεία της πόλης με τα περισσότερα από αυτά να ανήκουν σε δημόσιες ή δημοτικές υπηρεσίες, νοσοκομεία, πανεπιστημιακά ιδρύματα, στρατιωτικές εγκαταστάσεις, βιομηχανίες, μεγάλες εταιρείες κλπ. Με αυτή την τοπολογία η κάθε πόλη και οι πολίτες της αποκτούν πρόσβαση στην ευρυζωνικότητα. Το πρώτο ορατό πλεονέκτημα είναι η δυνατότητα γρήγορων συνδέσεων στο διαδίκτυο σε ανταγωνιστικές τιμές και με αισθητή μείωση του κόστους των ήδη υπάρχοντων συνδέσεων (PSTN, ISDN, ADSL). Με τα Μητροπολιτικά Δίκτυα θα προκύψουν νέες πολυάριθμες εφαρμογές ικανές να αλλάξουν την ποιότητα υπηρεσιών, το χρόνο εξυπηρέτησης και την απόδοση των επιχειρήσεων. Χαρακτηριστικά μπορούμε να αναφέρουμε μερικές από τις εφαρμογές και τα οφέλη τους. Στον τομέα της εκπαίδευσης με εφαρμογές e-learning θα μπορούμε να έχουμε πρόσβαση σε on - line βιβλιοθήκες, on - line μαθήματα σε μαθητές με χαμηλό κόστος και εκπαιδευτικά σεμινάρια σε ανέργους. Οι εφαρμογές e - government θα εξαφανίσουν φαινόμενα μεγάλων αναμονών, άσκοπων μετακινήσεων από τη μία υπηρεσία στην άλλη και θα περιορίσουν φαινόμενα διαφθοράς εξασφαλίζοντας έτσι άμεση εξυπηρέτηση των πολιτών και των επιχειρήσεων.

Σημαντικά οφέλη θα υπάρξουν και στον τομέα της υγείας έχοντας τη δυνατότητα εξέτασης ασθενών από απόσταση, άμεση μεταφορά ιατρικών δεδομένων και καθοδήγηση του προσωπικού άμεσης βοήθειας κατά τη μεταφορά του ασθενή. Θα αλλάξουν τα δεδομένα στις επικοινωνίες με τα τηλεφωνικά κανάλια σε πολύ χαμηλότερο κόστος, τη δυνατότητα μετάδοσης φωνής μέσω διαδικτύου (Voice over IP) και τηλεδιασκέψεων (videoconference). Θα βοηθήσει στην ανάπτυξη των τοπικών επιχειρήσεων παρέχοντας τη δυνατότητα για γρήγορη αναζήτηση προϊόντων, ανταλλαγή πληροφοριών και πρόσβαση σε εξειδικευμένες βάσεις δεδομένων για αναζήτηση νόμων, δικαστικές αποφάσεις, και στατιστικά στοιχεία. Θα είναι πλέον εφικτή η τηλε-εργασία δίνοντας τη δυνατότητα να εργάζεσαι από το σπίτι σου και να παρέχεις τις υπηρεσίες σου και σε εταιρίες που βρίσκονται σε άλλη πόλη. Σημαντικές αλλαγές θα επέλθουν και στην βιομηχανία ψυχαγωγίας έχοντας τη δυνατότητα πλέον για on-line παιχνίδια, αμφίδρομη διαδραστική τηλεόραση και μεταφορά ή πώληση αρχείων μουσικής και video. Αυτές είναι μερικές από τις εφαρμογές που μπορούν να υλοποιηθούν γύρω από τα Μητροπολιτικά Δίκτυα.

Το επόμενο ερώτημα είναι γιατί να χρησιμοποιήσουμε οπτική ίνα; Στις μέρες μας αυτό μοιάζει πιο πολύ με ρητορική ερώτηση γιατί πλέον στις ενσύρματες επικοινωνίες έχουν κυριαρχήσει οι οπτικές ίνες και υπερτερούν σημαντικά σε σχέση με τα ασύρματα δίκτυα. Η τεχνολογία οπτικών ινών δεν είναι νέα, μετράει ήδη 30 χρόνια εφαρμογής σε όλα τα δίκτυα επικοινωνιών και καλωδιακής τηλεόρασης και για δίκτυο άνω των 100 μέτρων είναι πιο οικονομική από το χαλκό. Η κατασκευή ενός οπτικού δικτύου είναι εύκολη και μετά την εγκατάσταση παρουσιάζει σταθερότητα απόδοσης και πολλή καλή ποιότητα σήματος. Με τις οπτικές ίνες μπορούμε να καλύψουμε μεγάλες αποστάσεις και το παρεχόμενο εύρος ζώνης (50 – 1000 Mbps) είναι τόσο μεγάλο ώστε να υποστηρίζει ταυτόχρονες εφαρμογές φωνής, πληροφοριών, video, καλωδιακής τηλεόρασης, τηλε-εργασίας και διαδραστικών παιχνιδιών. Τα οπτικά καλώδια έχουν πολύ μικρότερη διάμετρο και μικρότερο βάρος ενώ είναι ανθεκτικότερα του χαλκού και ανεπηρέαστα από φαινόμενα διάβρωσης και οξειδωσης. Σημαντικό μέγεθος σε κάθε δίκτυο είναι το κόστος λειτουργίας και συντήρησης του, το οποίο είναι σημαντικά μικρότερο για την οπτική ίνα από το κόστος ενός δικτύου χαλκού ή ενός ασύρματου δικτύου.

Ένα μειονέκτημα που έχουν τα οπτικά δίκτυα στις μέρες μας είναι πως δεν αξιοποιείται όλο το εύρος ζώνης που παρέχει η οπτική ίνα, λόγω αδυναμίας των ηλεκτρονικών και οπτο-ηλεκτρονικών που χρησιμοποιούνται στα σημεία τερματισμού να αξιοποιήσουν αυτό το εύρος ζώνης. Αυτό αποτελεί συγχρόνως και το πλεονέκτημα των οπτικών ινών γιατί καθώς θα εξελίσσεται η τεχνολογία των οπτο-ηλεκτρονικών θα αυξάνει και το εύρος ζώνης χωρίς στην ουσία να μεταβάλλουμε το δίκτυο μας. Με αυτό τον τρόπο η αναβάθμιση των οπτικών δικτύων είναι απλή. Με την πάροδο των χρόνων αναπτύχθηκαν νέες τεχνολογίες στην εγκατάσταση οπτικών ινών που εξασφαλίζουν μείωση του χρόνου και του κόστους κατασκευής.

Πολύ διαδεδομένη είναι η χρήση μικροσωληνώσεων, λόγω των μικρών διαστάσεων της ίνας, με αποτέλεσμα την μείωση των χημειουργικών εργασιών. Επίσης λόγω του μικρού βάρους της οπτικής ίνας, είναι δυνατή και η εναέρια τοποθέτηση της ίνας. Για να συνειδητοποιήσουμε τη διαφορά μεγεθών ας προσπαθήσουμε να κατεβάσουμε μια ταινία. Ο απαιτούμενος χρόνος για κάθε σύνδεση είναι: Fiber (1000Mbps): 1min, Fast Ethernet: 10.4min, DSL (8.5Mbps): 2hrs12, ISDN (120k): 5.5days, Dial-up Modem (56k): 13days. Τα δίκτυα οπτικών ινών δε χρησιμοποιούν κεραίες και δεν επιβαρύνουν με ηλεκτρομαγνητικό θόρυβο το περιβάλλον. Τα οπτικά δίκτυα δεν επηρεάζονται από την ηλεκτρομαγνητική παρενόχληση (EMI) και τα ακραία καιρικά φαινόμενα. Το σημαντικότερο, κατά πολλούς, πλεονέκτημα των οπτικών ινών έναντι των υπόλοιπων ενσυρμάτων και ασυρμάτων δικτύων είναι η ασφάλεια της επικοινωνίας που εξασφαλίζουν. Στην εποχή μας δεν είναι δύσκολο κάποιος να υποκλέψει ηλεκτρομαγνητικά σήματα ή να παρεμβάλει ένα ξένο σύστημα σε χάλκινο αγωγό. Αντίστοιχη δυνατότητα δεν υπάρχει στις οπτικές ίνες χωρίς να γίνει αμέσως αντιληπτό.

Το επόμενο βήμα είναι να φτάσει η οπτική ίνα σε κάθε σπίτι (Fiber To The Home, FTTH). Οπότε τα προαναφερθέντα οφέλη και δυνατότητες θα είναι προσβάσιμα σε κάθε πελάτη. Όταν αναφέρουμε τον όρο σπίτι δεν αναφερόμαστε μόνο στις οικίες αλλά σε οποιοδήποτε ιδιώτη ή επιχείρηση που θέλει να εκμεταλλευτεί το νέο ψηφιακό κόσμο. Η FTTH σαν τεχνολογία υφίσταται από το 1994 όταν τοποθετούσαν στην Ιαπωνία δοκιμαστικά οπτικές ίνες στις οικίες. Στην αγορά όμως βγήκε τα τελευταία 5 χρόνια. Στον παγκόσμιο χάρτη υπάρχουν χώρες που πρωτοστατούν στην εφαρμογή της οπτικής ίνας στο σπίτι. Τα ηνία έχει η Ιαπωνία και προβλέπεται να φτάσει τα 2 εκατομμύρια συνδρομητές με ρυθμό ανάπτυξης 80.000 συνδρομητές το μήνα. Στην χώρα του ανατέλλοντος ηλίου έχουν τοποθετηθεί 13 εκατομμύρια χλμ. οπτικού καλωδίου, που αντιστοιχεί στο 24% του παγκόσμιου οπτικού δικτύου (55 εκατομμύρια χλμ.). Οι μισές οπτικές ίνες καταλήγουν στο σπίτι. Υπάρχουν 5 πάροχοι FTTH στην Ιαπωνία και αυτός ο ανταγωνισμός έχει μειώσει το μηνιαίο κόστος στα 50-60 € για σύνδεση 100 Mbps. Το εντυπωσιακότερο όμως στοιχείο είναι πως η συστηματική καλωδίωση των πόλεων ξεκίνησε το 2001. Άλλες χώρες όπου γίνεται ευρεία χρήση της οπτικής ίνας στο σπίτι είναι η Ηνωμένες Πολιτείες της Αμερικής και ο Καναδάς. Ο κτηματομεσιτικός χώρος έχει αποδεχτεί την FTTH και σε πολλά καινούργια σπίτια και συγκροτήματα τοποθετούνται από την κατασκευή τους οπτική ίνα αντί του παραδοσιακού χαλκού. Τα στατιστικά στοιχεία μάλιστα δείχνουν πως έχουν μεγαλύτερο ρυθμό πώλησης τα σπίτια που έχουν πρόσβαση στα ευρυζωνικά δίκτυα. Η κατασκευαστική εταιρία Verizon είχε δεσμευτεί να συνδέσει 3 εκατομμύρια σπίτια μέσα στο 2005.

Δυστυχώς η Ευρώπη έχει μείνει λίγο πίσω σε αυτό τον αγώνα οπτικής δικτύωσης. Στα τέλη Ιουνίου 2004 υπήρχαν 500.000 συνδρομητές FTTH και 2 εκατομμύρια σπίτια συνδεδεμένα με οπτική ίνα. Αξιοσημείωτο είναι το γεγονός ότι το 95% των συνδρομητών ανήκουν σε 4 χώρες, Σουηδία, Ιταλία, Δανία και Ολλανδία. Η Σουηδία είναι η χώρα με το πιο εκτεταμένο δίκτυο οπτικών ινών και αυτό οφείλεται κυρίως στην πολιτική της χώρας να κάνει εύκολη την πρόσβαση στα ευρυζωνικά δίκτυα. Στην Ιταλία και Ολλανδία η χρήση οπτικών ινών οφείλεται κυρίως σε ιδιωτική πρωτοβουλία.

Η Ευρώπη έχει καταλάβει πόσο κρίσιμη είναι η οπτική υποδομή για την ανταγωνιστικότητα της και έχει ορίσει σημαντικά κονδύλια για την εγκατάσταση οπτικών ινών στα κράτη μέλη. Αρκετές χώρες ανταποκρίθηκαν με πρώτη τη Γαλλία στην αφομοίωση αυτών των κονδυλίων. Παράλληλα ιδρύθηκε μέσα στο 2004 το FTTH Council ένας μη κερδοσκοπικός οργανισμός με σκοπό να ενημερώσει και να προωθήσει τις οπτικές ίνες στο σπίτι. Αυτή την στιγμή αριθμεί 78 μέλη, κυρίως οργανισμούς, ιδρύματα και εταιρίες.

1.4 SONET/SDH

Σύμφωνα με το [3] στις πρώτες μέρες των οπτικών ινών, η κάθε τηλεφωνική εταιρία στην Αμερική έχε το δικό της ιδιόκτητο οπτικό σύστημα TDM. Μετά τη διάσπαση της AT&T, το 1984, οι εταιρίες αστικής τηλεφωνίας έπρεπε να συνδέονται με πολλαπλούς υπεραστικούς φορείς ο καθένας από τους οποίους είχε διαφορετικό οπτικό σύστημα TDM, έτσι έγινε προφανής η ανάγκη για τυποποίηση προκειμένου να υπάρξει ένα ενιαίο σύστημα. Το 1985 η Bellcore, δηλαδή το ερευνητικό τμήμα των RBOC, άρχισε να δουλεύει σε ένα πρότυπο το οποίο ονομαζόταν Σύγχρονο Οπτικό Δίκτυο ή Synchronous Optical Network (SONET). Αργότερα, η CCITT προσχώρησε στην προσπάθεια αυτή, η οποία οδήγησε σε ένα πρότυπο για το SONET καθώς και ένα σύνολο από παράλληλες συστάσεις της CCITT το 1989. Οι συστάσεις αυτές ονομάζονται Σύγχρονη Ψηφιακή Ιεραρχία ή Synchronous Digital Hierarchy (SDH), αλλά διαφέρουν από το SONET μόνο σε μερικές τεχνικές λεπτομέρειες μικρής σημασίας. Σχεδόν όλη η κίνηση υπεραστικής τηλεφωνίας στις Η.Π.Α., και μεγάλο μέρος της στον υπόλοιπο κόσμο, χρησιμοποιεί ζεύξεις με βάση το SONET. Η σχεδίαση του SONET/SDH είχε τέσσερις βασικούς στόχους.

Πρώτο και κυριότερο, το SONET θα έπρεπε να κάνει εφικτή τη διασύνδεση μεταξύ διαφορετικών φορέων. Η επίτευξη αυτού του στόχου απαιτούσε τον καθορισμό ενός κοινού προτύπου σηματοδότησης σε σχέση με το μήκος κύματος, το χρονισμό, τη δομή πλαισίων και τα άλλα θέματα.

Δεύτερον, χρειαζόταν κάποιος τρόπος για να ενοποιηθούν τα ψηφιακά συστήματα των Η.Π.Α., της Ευρώπης και της Ιαπωνίας, τα οποία βασίζονται όλα σε κανάλια PCM των 64 kbps αλλά τα οποία συνδυάζονται με διαφορετικούς και ασύμβατους τρόπους. Τρίτον, το SONET έπρεπε να παρέχει ένα τρόπο πολύπλεξης ψηφιακών καναλιών. Την εποχή που επινοήθηκε το SONET, ο ψηφιακός φορέας με την υψηλότερη ταχύτητα που βρισκόταν σε ευρεία χρήση στις Η.Π.Α. ήταν ο T3, στα 44,736 Mbps. Ο T4 είχε οριστεί αλλά δεν τον χρησιμοποιούσαν πολύ, ενώ δεν είχε ούτε καν οριστεί οτιδήποτε πάνω από το T4. Μέρος της αποστολής του SONET ήταν να συνεχίσει την ιεραρχία σε ταχύτητες gigabits/sec και παραπέρα. Χρειαζόταν επίσης ένας τυποποιημένος τρόπος πολύπλεξης βραδύτερων καναλιών σε ένα κανάλι SONET. Τέταρτον, το SONET έπρεπε να παρέχει υποστήριξη σε θέματα λειτουργίας, διαχείρισης και συντήρησης (operations, administration and maintenance ή OAM). Τα προηγούμενα συστήματα δεν το έκαναν πού καλά.

Μια από τις πρώτες αποφάσεις ήταν ότι το SONET θα είναι ένα παραδοσιακό σύστημα TDM, με όλο το εύρος της ίνας αφιερωμένο σε ένα κανάλι το οποίο θα παρέχει χρονικές υποδοχές (time slots) για τα διάφορα υποκανάλια. Κατά συνέπεια, το SONET είναι ένα σύγχρονο σύστημα το οποίο ελέγχεται από ένα κύριο ρολόι. Όταν αργότερα προτάθηκε η μεταγωγή κελιών ως βάση του ATM, το γεγονός ότι επέτρεπε ακανόνιστες αφίξεις κελιών οδήγησε στο να ονομαστεί Κατάσταση Ασύγχρονης Μετάδοσης (Asynchronous Transfer Mode), σε αντιδιαστολή με τη σύγχρονη λειτουργία του SONET. Δηλαδή ενώ στο SONET αποστολέας και παραλήπτης είναι συσχετισμένοι με κοινό ρολόι στο ATM είναι ασυσχέτιστοι. Μολονότι τα σύγχρονα μητροπολιτικά δίκτυα τα οποία είναι βασισμένα στο SONET λειτούργησαν πολύ θετικά ως μέσο επικοινωνίας δικτύων σε ολόκληρο τον κόσμο, δεν μπορούν να έχουν μια περαιτέρω ανάπτυξη προκειμένου να υποστηρίξουν τη εκρηκτική αύξηση κίνησης ρών δεδομένων. Για να ικανοποιηθούν οι ανάγκες του μέλλοντος αναπτύχθηκαν ποικίλες τεχνικές.

1.5 HORNET

Στα μέσα του 1998 στο εργαστήριο οπτικών επικοινωνιών του πανεπιστημίου του Stanford σε συνεργασία με τα Sprint Advanced Technology Laboratories δημιούργησαν το Hybrid Optoelectronic Ring Network (HORNET). Ο βασικός ερευνητής του Hornet είναι ο Leonid Kazovsky, γνωστός από τις αρχές της δεκαετίας του '80 για την έρευνα του στα Bellcore, καθηγητής του πανεπιστημίου του Stanford από το 1988 και δημιουργός του εργαστηρίου οπτικών επικοινωνιών. Το βασικό πλεονέκτημα του Hornet είναι ότι σε αντίθεση με το SONET η σχεδίαση του έγινε εξαρχής για να εξυπηρετεί εκρηκτικές ροές δεδομένων οι οποίες είναι και το βασικό χαρακτηριστικό της διαδικτυακής κίνησης. Θεωρείται η φυσική εξέλιξη του SONET και πρόκειται για ένα σύστημα πολλαπλής πρόσβασης το οποίο μπορεί να λειτουργήσει ακριβώς πάνω από WDM και κάτω από IP ή ATM. Το Hornet είναι σχεδιασμένο έτσι ώστε να ακολουθεί την τάση που υπάρχει στα δίκτυα για αποκέντρωση της πληροφορίας[4]. Συγκεκριμένα, οι σχεδιαστές του προέβλεψαν ότι στα επόμενα χρόνια η κατάσταση που επικρατούσε στα μητροπολιτικά δίκτυα θα άλλαζε δραματικά. Η δικτυακή κοινότητα πίεζε για διάσπαση της πληροφορίας σε όλο το WEB αντί να αποθηκεύεται σε κεντρικούς εξυπηρετητές. Επιπλέον, γινόταν η προσπάθεια ανάπτυξης συστημάτων ώστε ο δικτυακός ιστός να λειτουργεί με διανεμημένο τρόπο (Napster) . Εκτός από αυτές τις δυο τάσεις εξίσου καίρια ήταν η επικράτηση του IP σε όλες τις εφαρμογές πολυμέσων (VoIP κλπ) γεγονός που οδηγεί περεταίρω αύξηση της κίνησης που μοιάζει κατά πολύ με το Internet. Με βάση λοιπόν τα όσα αναφέρθηκαν τα μητροπολιτικά δίκτυα έπαψαν να παίζουν το ρόλο ενός απλού δικτύου διανομής. Κρίθηκε απαραίτητο το σύστημα που δημιούργησαν να μπορεί να κατανέμει νοημοσύνη σε όλους τους κόμβους του δικτύου και να συνδέει άμεσα τους κόμβους πηγής και προορισμού. Παλαιότερες τεχνολογίες όπως ο παθητικός αστέρας και ο δακτύλιος με σκυτάλη δεν είναι σχεδιασμένα για να ικανοποιούν τέτοιες απαιτήσεις ενώ το Hornet σχεδιάστηκε με γνώμονα αυτές τις προδιαγραφές.

Ένα από τα πιο κρίσιμα και δυσεπίλυτα προβλήματα του Hornet είναι η δημιουργία ενός πολύ γρήγορου tunable transmitter, πρόβλημα το οποίο μάλιστα επιλύεται στην συγκεκριμένη εργασία. Επιπλέον, τεχνικές λεπτομέρειες για το Hornet θα αναλυθούν σε επόμενη ενότητα.

1.6 Σκοπός της εργασίας

- Μελέτη των διαφορετικών αρχιτεκτονικών και πρωτοκόλλων στρώματος ζεύξης που χρησιμοποιούνται σε WDM δίκτυα.
- Σχεδιασμός ενός πρωτοκόλλου στρώματος ζεύξης για ένα μητροπολιτικό δίκτυο
- Ανάπτυξη μαθηματικού μοντέλου για την πρόβλεψη των επιδόσεων του πρωτοκόλλου
- Δημιουργία προσομοιωτικού μοντέλου του πρωτοκόλλου για αξιολόγηση της αρχιτεκτονικής και σύγκριση με παρόμοια συστήματα

1.7 Οργάνωση της εργασίας

Ενότητα 1: Εισαγωγή

Ενότητα 2: Παρουσίαση αρχιτεκτονικών και πρωτοκόλλων για μητροπολιτικά δίκτυα με διαίρεση μήκους κύματος

Ενότητα 3: Παρουσίαση και ανάλυση της καινοτομίας στην αρχιτεκτονική κόμβου FR FT^W

Ενότητα 4: Παρουσίαση και ανάλυση της τοπολογίας του δικτύου και εκτενής παρουσίαση της αρχιτεκτονικής κόμβου

Ενότητα 5: Εκτενής ανάλυση των λειτουργιών και των τμημάτων της προσομοίωσης

Ενότητα 6: Παρουσίαση και εκτενής σχολιασμός των αποτελεσμάτων της προσομοίωσης

ΚΕΦΑΛΑΙΟ 2

Παρουσίαση και ανάλυση πρωτοκόλλων

2.1 Εισαγωγή

Καθώς το διαδίκτυο συνεχίζει να εξελίσσεται, η κίνηση που μεταφέρεται από τα LAN, MAN και WAN όχι απλώς μεγαλώνει σε όγκο αλλά αλλάζει και η μορφολογία της. Το παλιό μοντέλο κίνησης αποτελείτο από αιτήσεις των πελατών οι οποίες διέσχιζαν τα WAN με κατεύθυνση κάποιο κεντρικό εξυπηρετητή World Wide Web και στη συνέχεια ο server απαντούσε στο αίτημα στέλνοντας τα κατάλληλα δεδομένα. Σε αυτό το μοντέλο ο ρόλος των μητροπολιτικών δικτύων είναι απλά να προωθούν την κίνηση από τα τοπικά δίκτυα στα δίκτυα ευρείας περιοχής. Αυτό το μοντέλο έχει πλέον αντικατασταθεί από ένα νέο μοντέλο στο οποίο οι πελάτες θέλουν πρόσβαση σε αρχεία αποθηκευμένα σε τοπικούς servers ή ανταλλάσσουν μεταξύ τους μεγάλο όγκο πληροφορίας. Παρατηρείται λοιπόν δραματική αύξηση τόσο στην κίνηση μεταξύ πελατών στα τοπικά δίκτυα όσο και στην κίνηση μεταξύ κόμβων πρόσβασης στα μητροπολιτικά δίκτυα και το φαινόμενο αναμένεται να γίνει ακόμα εντονότερο[5]. Τα σύγχρονα μητροπολιτικά δίκτυα που λειτουργούν με SONET/SDH δεν είναι σχεδιασμένα να διαχειριστούν τόσο μεγάλο όγκο πληροφορίας και ειδικά τέτοιου είδους κίνηση. Στο SONET οι κόμβοι ενθυλακώνουν πακέτα IP ή ATM σε frame και τα αποστέλλουν σε ένα κεντρικό σημείο αναφοράς (point of presence, POP) το οποίο δεν είναι παρά ένας κόμβος. Ο κόμβος POP είναι η πύλη του μητροπολιτικού δικτύου στα δίκτυα ευρείας περιοχής, είναι εξοπλισμένος με ένα SONET switch ένα IP router και ένα ATM switch και αποφασίζει που θα προωθήσει το κάθε πακέτο.

Δηλαδή για κάθε πακέτο που καταφθάνει ο POP αποφασίζει με βάση την επικεφαλίδα των frame του SONET ή των πακέτων ATM,IP αν πρέπει να το προωθήσει στο WAN ή να το επιστρέψει στο MAN με τον κατάλληλο παραλήπτη συνδέοντας με αυτό τον τρόπο 2 κόμβους που ανήκουν στο ίδιο MAN. Καθώς η κίνηση μεταξύ των κόμβων του MAN αυξάνεται ραγδαία το συγκεκριμένο σύστημα δεν αποδίδει καθόλου καλά διότι ο κόμβος POP δέχεται τεράστιο φορτίο με αποτέλεσμα να εμφανίζεται τεράστια καθυστέρηση στα πακέτα. Επιπλέον, γίνεται και πολύ κακή χρήση των πόρων του δικτύου αφού στη χειρότερη περίπτωση για να επικοινωνήσουν δυο γειτονικοί κόμβοι χρειάζεται το πακέτο να πάει στο POP και από εκεί στον κόμβο προορισμού δηλαδή να διανύσει ολόκληρο σχεδόν το μήκος του δικτύου.

Τη λύση στο πρόβλημα έρχεται να δώσει ένα σύστημα όπως το HORNET το οποίο επιτρέπει στους κόμβους να επικοινωνούν άμεσα μεταξύ τους πάνω από ένα φυσικό επίπεδο το οποίο λειτουργεί με WDM. Ένα ακόμα πρόβλημα που το SONET αδυνατεί να αντιμετωπίσει είναι η μεταγωγή πακέτων. Ειδικά με την επικράτηση του VoIP (Voice over IP) ακόμα και η τηλεφωνία γίνεται με μεταγωγή πακέτων. Ωστόσο, το SONET είναι σχεδιασμένο να δεσμεύει συγκεκριμένο bandwidth γεγονός που ως γνωστόν δεν αποδίδει καλά στη μεταγωγή πακέτων, πόσο μάλλον στην εκρηκτική κίνηση που δημιουργεί το Internet. Τέλος τα σύγχρονα μητροπολιτικά δίκτυα λειτουργούν με IP πάνω από ATM πάνω από SONET πάνω από WDM με αποτέλεσμα να σπαταλιέται εύρος ζώνης για τη μεταφορά των επικεφαλίδων όλων αυτών των πρωτοκόλλων και να μην επιτυγχάνεται αποδοτική χρήση του φάσματος του διαύλου. Ενώ το HORNET είναι σχεδιασμένο να λειτουργεί κατευθείαν πάνω από WDM και μάλιστα να μπορεί να δεχτεί από πάνω τόσο πακέτα ATM όσο και IP. Το HORNET έχει συγκριθεί τόσο με το SONET WDM με κεντρικό Switch [13] όσο και με το packet over SONET [14] με συνδέσεις SONET σημείο προς σημείο, και στις δυο περιπτώσεις απέδωσε σαφώς καλύτερα σε θέματα καθυστέρησης πακέτου.

2.2 HORNET

Το Hybrid Optoelectronic Ring NETwork ή HORNET είναι σχεδιασμένο να καλύπτει όλες τις αδυναμίες του SONET και να ανταποκρίνεται στις ανάγκες των μητροπολιτικών δικτύων του μέλλοντος. Οι κόμβοι του HORNET ονομάζονται κόμβοι πρόσβασης ή access point (AP), είναι σχεδιασμένοι να λαμβάνουν σε ένα συγκεκριμένο μήκος κύματος και είναι εξοπλισμένοι με γρήγορο tunable transmitter προκειμένου να εκπέμπουν σε όλα τα μήκη κύματος. Με αυτή τη διάταξη επιτυγχάνεται εύκολα άμεση επικοινωνία ανάμεσα σε όλους τους κόμβους του δικτύου χωρίς να χρειάζεται παρέμβαση κάποιου router ή switch, αφού όλοι συνδέονται με όλους. Το βασικό χαρακτηριστικό του πρωτοκόλλου είναι ότι η νοημοσύνη του δικτύου είναι κατανεμημένη σε όλους τους κόμβους και δεν υπάρχει κεντρική διαχείριση. Οι AP αντίθετα με το SONET δεν είναι συγχρονισμένοι μεταξύ τους και ο καθένας λειτουργεί ανεξάρτητα όσο αναφορά στην πρόσβαση στο δίαυλο.

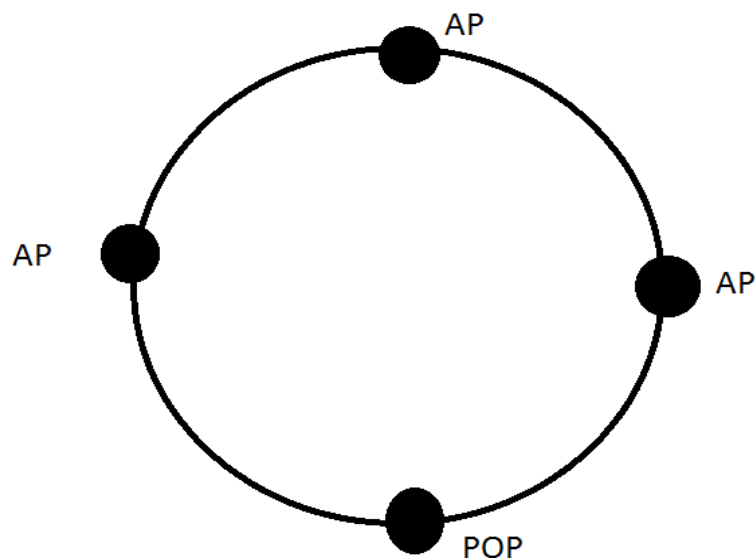
2.2.1 Αρχιτεκτονική δικτύου HORNET

Το Hornet όπως καταμαρτυρεί και το όνομα του λειτουργεί με αρχιτεκτονική δακτυλίου WDM στον οποίο βρίσκονται προσαρτημένοι οι κόμβοι πρόσβασης (AP) (βλ. εικόνα 2.1). Έχουμε λοιπόν N κόμβους πρόσβασης και W κανάλια στην ίνα. Πίσω από κάθε AP μπορεί να βρίσκεται ένα τοπικό δίκτυο ενώ υπάρχουν και οι POP που λειτουργούν ως δρομολογητές προκειμένου να συνδέσουν το MAN με ένα WAN, αλλά με τους POP δεν θα ασχοληθούμε περαιτέρω στην εργασία αυτή. Σε γενικές γραμμές σύμφωνα με το [6] το δίκτυο μπορεί να υποστηρίξει μέχρι 100 κόμβους και χωρικά εκτείνεται σε περίμετρο της τάξης των 100 χλμ. Συνήθως κάθε δίαυλος είναι χωρητικότητας 2,5 Gbps αν και αυτό προσαρμόζεται ανάλογα με τις εκάστοτε ανάγκες. Το σύστημα FTTR (Fixed Receiver, Tunable Transmitter) μελετήθηκε εκτενώς στο [7]. Κάθε κόμβος μπορεί να συντονίζει τον πομπό του στο κανάλι που λαμβάνει μόνιμα ο AP στον οποίο θέλει να στείλει το πακέτο. Έτσι έχουμε πλήρως κατανεμημένη λογική τοπολογία στο δίκτυο (βλ. εικόνα 2.2).

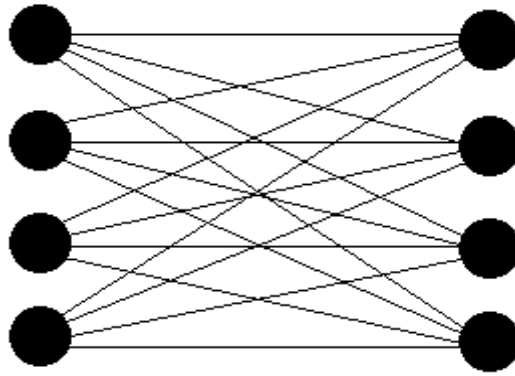
Σε περίπτωση που ένα πακέτο προορίζεται για το δίκτυο WAN μόνο τότε επιλέγεται ως προορισμός του ο κόμβος POP. Αυτή η αρχιτεκτονική είναι ευέλικτη και αποδίδει πολύ καλύτερα σε σχέση με το SONET στο οποίο όλα τα πακέτα κατευθύνονται προς το POP ή ακόμα και άλλα γνωστά πρωτόκολλα δακτυλίων όπως ο δακτύλιος με σκυτάλη. Φυσικά για να είναι αξιοποιήσιμο και αποδοτικό ένα τέτοια σύστημα κρίνεται απαραίτητο οι κόμβοι να μοιράζονται το κανάλι στο οποίο έχουν μόνιμα συντονισμένο το δέκτη τους. Δηλαδή, ο κάθε κόμβος δεν έχει το δικό του κανάλι στο οποίο λαμβάνει δεδομένα αλλά πολλοί κόμβοι μπορούν να χρησιμοποιούν το ίδιο κανάλι για λήψη. Φυσικά, με αυτό τον τρόπο δημιουργείται η ανάγκη τα πακέτα να εμπεριέχουν την ταυτότητα του AP προορισμού, γεγονός που επιτυγχάνεται με τη βοήθεια της πολύπλεξης υποφέρουσας (subcarrier multiplexing)[8][9]. Έτσι, όταν ένας κόμβος παραλάβει ένα πακέτο στο κανάλι λήψης δεδομένων του διαβάζει τον προορισμό και σε περίπτωση που είναι κάποιος επόμενος κόμβος αναμεταδίδει το πακέτο στο ίδιο μήκος κύματος, η διαδικασία αυτή επαναλαμβάνεται μέχρι το πακέτο να φτάσει στον προορισμό του και ονομάζεται multihopping. Το multihopping ή διάδοση με πολλαπλά άλματα όχι μόνο επιτρέπει σε πολλούς AP να μοιράζονται το ίδιο κανάλι λήψης δεδομένων αλλά βοηθά και στην καλύτερη ποιότητα σήματος, αφού το σήμα του πακέτου δημιουργείται εκ νέου σε κάθε άλμα [6]. Το HORNET είναι ένα δίκτυο πολλαπλής πρόσβασης που σημαίνει ότι κάθε κόμβος έχει πρόσβαση σε όλα τα κανάλια για αυτό το λόγο είναι απαραίτητο ένα πρωτόκολλο ελέγχου πρόσβασης στο δίαυλο (media access control protocol, MAC protocol) προκειμένου να αποφεύγονται οι συγκρούσεις.

Το HORNET χρησιμοποιεί πρωτόκολλο πολλαπλής πρόσβασης με ανίχνευση φέροντος και αποφυγή σύγκρουσης γνωστό ως CSMA/CA (carrier sense multiple access with collision avoidance) [10]. Η συγκεκριμένη τεχνολογία είναι ήδη ευρέως χρησιμοποιούμενη στα ασύρματα δίκτυα (IEEE 802.11) και συγκεκριμένα στο Wi-Fi. Φυσικά στην περίπτωση μας που το μέσο μετάδοσης είναι οι οπτικές ίνες η αποφυγή σύγκρουσης βασίζεται στην τεχνολογία της πολύπλεξης υποφέρουσας συχνότητας[11][12]. Σε κάθε κανάλι αντιστοιχίζεται και μια υποφέρουσα συχνότητα η οποία ανήκει στον τομέα RF.

Αξίζει να σημειωθεί ότι η υποφέρουσα έχει άλλη διαμόρφωση (FSK modulation) και σε πιο αργό ρυθμό σε σχέση με το payload αφού άλλωστε περιέχει πολύ μικρότερο όγκο πληροφορίας η οποία όμως είναι πολύ πιο ευαίσθητη σε σφάλματα αφού έστω και ένα λάθος bit μπορεί να δημιουργήσει τεράστιο πρόβλημα. Όταν ένας κόμβος πρόσβασης στέλνει ένα πακέτο τότε πολυπλέκει και την υποφέρουσα συχνότητα που αντιστοιχεί στο δίαυλο. Έτσι, όταν κάποιος κόμβος επιθυμεί να στείλει ένα πακέτο απλά παρακολουθεί όλα τα κανάλια παράλληλα για να ανιχνεύσει τις υποφέρουσες συχνότητες. Η διαδικασία θα αναλυθεί εκτενώς στη συνέχεια. Επιπλέον, για να μειωθούν οι χρόνοι αναμονής στις ουρές του κάθε κόμβου τα πακέτα που προέρχονται από multihopping έχουν μεγαλύτερη προτεραιότητα όπως επίσης και για να αποφευχθούν φαινόμενα φραγής λόγω επικεφαλή σειράς (Head of line blocking) χρησιμοποιούνται εικονικές ουρές εξόδου με μια ουρά ανά δίαυλο.



Εικόνα 2.1 : Τοπολογία δικτύου Hornet

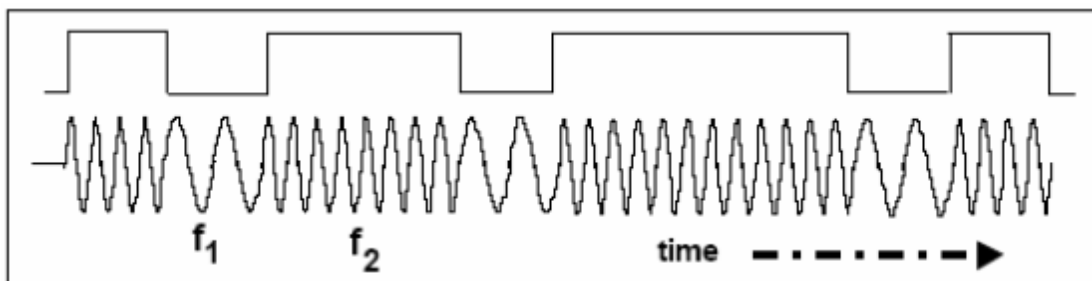


Εικόνα 2.2 : Λογική τοπολογία δικτύου HORNET, πλήρως καταναεμημένη τοπολογία (mesh topology)

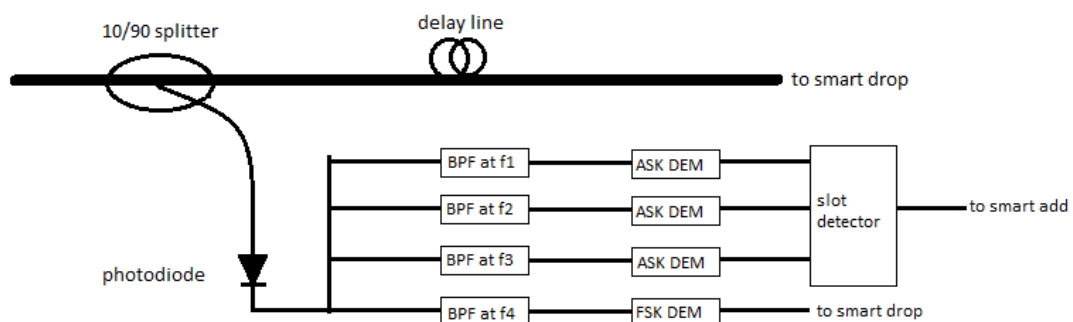
2.2.2 Αρχιτεκτονική Access Point

Κάθε κόμβος πρόσβασης λειτουργεί ως η διεπαφή μεταξύ στον IP router ή ATM switch του τοπικού δικτύου και το μητροπολιτικό δίκτυο. Κάθε AP σύμφωνα με το [6] μπορεί να χωριστεί σε τρεις διαφορετικές οντότητες κάθε μια από τις οποίες έχει το δικό της διακριτό ρόλο το slot manager, το smart drop και το smart add. Ο slot manager (βλ. Εικόνα 2.3) περιέχει coupler μέσω του οποίου αποσπάται ένα μικρό κομμάτι της οπτικής ισχύος που υπάρχει στην ίνα προκειμένου να τελεστούν παράλληλα 2 διεργασίες. Πρώτον, παρακολουθεί τις υποφέρουσες προκειμένου να ενημερώσει τη βαθμίδα smart add για το ποια κανάλια είναι κατειλημμένα και ποια ελεύθερα. Δεύτερον, αποδιαμορφώνει την πληροφορία που εμπεριέχεται στην υποφέρουσα που αντιστοιχεί στο δίαυλο που ο κόμβος έχει το μόνιμα συντονισμένο φίλτρο του, προκειμένου να ενημερώσει την βαθμίδα smart drop αν το επερχόμενο πακέτο προορίζεται για αυτό τον κόμβο ή για κάποιον επόμενο. Η βαθμίδα smart drop λαμβάνει όλα τα πακέτα που φτάνουν στο μήκος κύματος λήψης του κόμβου. Αυτό επιτυγχάνεται με τη βοήθεια ενός κυκλοφορητή και ενός fiber Brag grating στη συνέχεια η πληροφορία μετατρέπεται από οπτική σε ηλεκτρική και ανάλογα με την πληροφορία που θα δώσει ο slot manager δρομολογείται στο LAN ή σε ουρές αναμονής επανεκπομπής προκειμένου να ξανασταθεί στο MAN μέχρι να φτάσει στον προορισμό του (multihopping).

Η βαθμίδα smart add αποτελείται από έναν καταχωρητή στον οποίο μπαίνουν τα πακέτα που προέρχονται από το τοπικό δίκτυο αλλά και τα πακέτα από τη διαδικασία του hopping και πρέπει να εκπεμφθούν και πάλι στο MAN. Κάθε φορά που ο AP επιχειρεί να στείλει ένα πακέτο η βαθμίδα smart add ελέγχει τον προορισμό του πακέτου προς εκπομπή προκειμένου να το τοποθετήσει στο σωστό κανάλι και ενημερώνεται από το slot manager για τη διαθεσιμότητα του διαύλου. Σε περίπτωση που ο δίαυλος είναι διαθέσιμος συντονίζει τον tunable transmitter στο κατάλληλο κανάλι, διαμορφώνει το πακέτο στο οπτικό φέρον και το ενσωματώνει στο δίαυλο με τη βοήθεια coupler ευρυεκπομπής (broadband coupler)[6]. Στη συνέχεια αναλύεται εκτενώς η λειτουργία κάθε βαθμίδας καθώς και οι τεχνολογικές καινοτομίες που χρησιμοποιούνται. Το τελευταίο σημείο που είναι άξιο αναφοράς είναι ότι οι υποφέρουσες συχνότητες είναι διαμορφωμένες κατά FSK (Frequency Shift Keying). Στην FSK διαμόρφωση η πληροφορία ουσιαστικά διαμορφώνει τη συχνότητα της οποία η τιμή αλλάζει ανάλογα με το bit που διαμορφώνει όπως φαίνεται και στο ακόλουθο σχήμα 2.3.



Εικόνα 2.3: Σήμα διαμορφωμένο κατά FSK

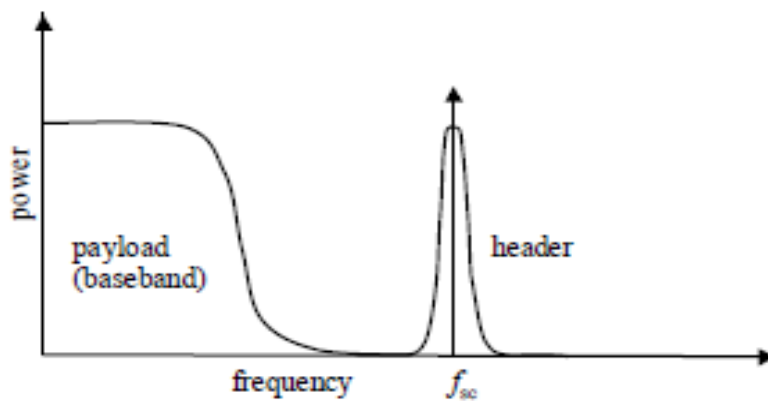


Εικόνα 2.4: Δομή του slot manager

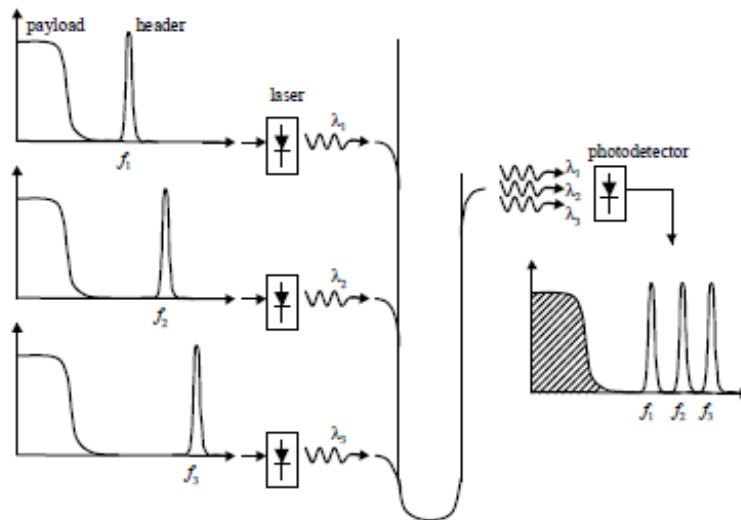
2.2.3 Slot manager

Η βαθμίδα slot manager (βλ. σχήμα 2.3) παίζει το ρόλο της ανίχνευσης φέροντος στο CSMA/CA. Είναι εξοπλισμένη με splitter 10/90 ο οποίος διαχωρίζει το οπτικό σήμα σε δυο κομμάτια, τα οποία περιέχουν την ίδια πληροφορία αλλά έχουν διαφορετική ισχύ. Το ένα κομμάτι αποτελεί το 90 % της ισχύος του αρχικού και οδηγείται σε γραμμή καθυστέρησης (delay line), με αυτό θα ασχοληθούμε στη συνέχεια. Το δεύτερο κομμάτι δηλαδή το 10 % της οπτικής ισχύος του αρχικού είναι αυτό που αξιοποιείται από το slot manager και με αυτό θα ασχοληθούμε σε αυτή την παράγραφο. Αρχικά, το οπτικό σήμα οδηγείται σε μια φωτοδίοδο. Στο σημείο αυτό αξίζει να αναλυθεί η λειτουργία της φωτοδίοδου προκειμένου να γίνει πιο κατανοητή η λειτουργία του πρωτοκόλλου. Συγκεκριμένα, αυτό που κάνει η φωτοδίοδος είναι να μετατρέπει το σήμα από οπτικό σε ηλεκτρικό και επιπλέον αφαιρεί το οπτικό φέρον, έτσι λοιπόν όταν το οπτικό σήμα από ένα δίαυλο της ίνας πέφτει στη φωτοδίοδο παράγεται ένα ηλεκτρικό σήμα (βλ. Εικόνα 2.4) στο οποίο τα δεδομένα έχουν μετατραπεί σε σήμα βασικής ζώνης. Ωστόσο, από τη στιγμή που χρησιμοποιείται μια μοναδική φωτοδίοδος για όλα τα κανάλια της ίνας οι υποφέρουσες συχνότητες βγαίνουν από τη φωτοδίοδο ως υψηλής συχνότητας σήμα και μάλιστα στη αρχική τους RF συχνότητα. Κατ' επέκταση όταν οι διάφοροι δίαυλοι του WDM πέσουν στη φωτοδίοδο παράγεται ηλεκτρικό σήμα βασικής ζώνης στο οποίο έχουν μπερδευτεί τα δεδομένα από όλους τους διαύλους. Το σήμα βασικής ζώνης είναι τόσο πρακτικά όσο και θεωρητικά άχρηστο σήμα αλλά παράγεται και η πληροφορία των υποφερουσών συχνοτήτων και μάλιστα επειδή σε κάθε δίαυλο αντιστοιχεί μια διαφορετική συχνότητα η επικεφαλίδα του κάθε διαύλου είναι κεντραρισμένη γύρω από διαφορετική RF συχνότητα (βλ. εικόνα 2.6) . Σε περίπτωση που κάποιο κανάλι δεν περιέχει πληροφορία – πακέτο τότε η υποφέρουσα συχνότητα που του αντιστοιχεί απλώς θα απουσιάζει. Στη συνέχεια λοιπόν, το ηλεκτρικό πλέον σήμα οδηγείται σε συστοιχία ζωνοπερατών φίλτρων με τη βοήθεια των οποίων γίνεται διαχωρισμός των υποφερουσών συχνοτήτων. Η υποφέρουσα συχνότητα που αντιστοιχεί στο δίαυλο λήψης δεδομένων του εκάστοτε AP περνάει από FSK αποδιαμορφωτή προκειμένου να βρεθεί ο προορισμός του πακέτου και η πληροφορία στέλνεται στο smart drop.

Ενώ οι υπόλοιπες οδηγούνται σε ASK αποδιαμορφωτή για να διαπιστωθεί ουσιαστικά η ύπαρξη ή απουσία τους. Ο slot manager εμπεριέχει την οντότητα slot detector ο ρόλος της οποίας είναι να αποφασίζει, αφού λάβει την πληροφορία από τους ASK αποδιαμορφωτές αν ο δίαυλος είναι διαθέσιμος για χρόνο αρκετά μεγάλο ώστε να χωρέσει ένα πακέτο. Στη συνέχεια ο slot detector ενημερώνει το smart add ποια κανάλια είναι άδεια και άρα διαθέσιμα για να μεταδοθεί πακέτο.



Εικόνα 2.5 : Ηλεκτρικό σήμα το οποίο παράγεται όταν το οπτικό σήμα ενός διαύλου πέσει σε φωτοδίοδο, τα δεδομένα είναι σήμα βασικής ζώνης και η επικεφαλίδα (υποφέρουσα συχνότητα) είναι κεντραρισμένη γύρω από μια RF συχνότητα [15]



Εικόνα 2.6 : Γραφική απεικόνιση δεδομένων και υποφερουσών συχνοτήτων για διάφορα κανάλια του WDM [15]

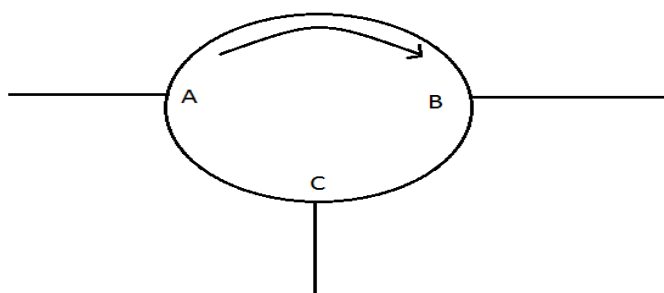
Στο μεταξύ το άλλο κομμάτι του οπτικού σήματος (90 %) υφίσταται καθυστέρηση ίση με τη διάρκεια ενός πακέτου επαυξημένη κατά το χρόνο ασφαλείας (guard time) μέσω οπτικής ίνας καθυστέρησης ανάμεσα στο slot manager και το smart add, ούτως ώστε να διασφαλιστεί ότι η έναρξη του slot θα φτάσει στη βαθμίδα smart add ακριβώς όταν θα είναι έτοιμη να μεταδώσει. Μάλιστα, να σημειωθεί ότι αν το πρωτόκολλο λειτουργεί με χρονοσχισμές τότε οι δίαυλοι παρακολουθούνται μόνο στην αρχή του slot και όχι σε όλη τη διάρκειά του όπως στην προηγούμενη περίπτωση και έτσι η καθυστέρηση μειώνεται ακόμα περισσότερο στο άθροισμα του χρόνου επεξεργασίας και ασφαλείας [6]. Για τη συγκεκριμένη μελέτη μας ενδιαφέρει η slotted έκδοση του HORNET αφού τόσο τα κελία ATM όσο και τα πακέτα Ethernet, πρωτόκολλα που αποτελούν την πιο συνήθη τεχνολογία που συναντά κανείς σε τοπικά δίκτυα, έχουν συγκεκριμένο μήκος. Η συγκεκριμένη τεχνική ανίχνευσης φέροντος έχει τρομερά πλεονεκτήματα διότι απαιτεί μόνο μια φωτοδίοδο, γεγονός που μειώνει δραστικά το κόστος όπως επίσης επιτρέπει και την αύξηση του αριθμού των καναλιών στην ίνα, το οποίο αποτελεί σημαντικό επίτευγμα αν αναλογιστεί κανείς ότι κάθε κανάλι έχει χωρητικότητα 2,5 Gbps ενώ η ίνα μερικά Tbps.

2.2.4 Smart Drop

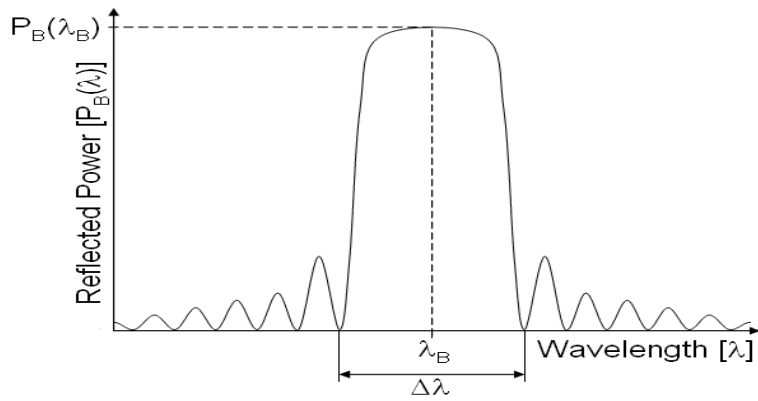
Η βαθμίδα smart drop αναλαμβάνει να κατεβάσει από το δίαυλο το πακέτο που βρίσκεται στο δίαυλο λήψης δεδομένων του κόμβου ανεξάρτητα αν είναι ή όχι ο προορισμός του πακέτου. Συγκεκριμένα, όταν το οπτικό σήμα φτάνει στη βαθμίδα smart drop διέρχεται από ένα κυκλοφορητή. Η λειτουργία αυτής της συσκευής (βλ. εικόνα 2.7) είναι να λαμβάνει το σήμα από μια πύλη και να το προωθεί στη διαδοχική της. Έτσι για παράδειγμα όταν το σήμα εισέρχεται από την πύλη A βγαίνει από την πύλη B, ενώ όταν εισέρχεται από την πύλη B εξέρχεται από την πύλη C. Το ερχόμενο από τον slot manager οπτικό σήμα εισέρχεται στην πύλη A του κυκλοφορητή και εξέρχεται από την πύλη B από την οποία οδηγείται σε ένα fiber Bragg grating. Η συγκεκριμένη διάταξη σύμφωνα με το [16] υπάρχει στον πυρήνα της ίνας και αυτό που κάνει είναι να ανακλά ένα συγκεκριμένο μήκος κύματος και τη φασματική περιοχή γύρω από αυτό χωρίς να επιδρά σε όλο το υπόλοιπο σήμα (βλ. εικόνα 2.7). Έτσι σε κάθε AP ανακλάται μόνο το σήμα που βρίσκεται στο δίαυλο λήψης δεδομένων του, δηλαδή έχει διαμορφώσει το οπτικό φέρον στο οποίο λαμβάνει. Με αυτό τον τρόπο το οπτικό σήμα που υπάρχει στο κανάλι λήψης δεδομένων επιστρέφει στον κυκλοφορητή ενώ όλο το υπόλοιπο συνεχίζει προς τη βαθμίδα smart add (βλ. εικόνα 2.8) . Το σήμα που επέστρεψε, καθώς εισέρχεται στην πύλη B του κυκλοφορητή εξέρχεται από την πύλη C και έτσι ουσιαστικά αφαιρείται από την ίνα. Το σήμα από τα υπόλοιπα κανάλια οδηγείται στη βαθμίδα Smart Add και με αυτό τον τρόπο επιτυγχάνεται η ταυτόχρονη αποστολή και λήψη δεδομένων. Συγκεκριμένα από τη στιγμή που το σήμα του πακέτου προς λήψη έχει ανακλαστεί δεν επηρεάζει καθόλου την αποστολή πακέτου ούτε δημιουργείται οποιουδήποτε είδους περιορισμός για το χρόνο λήψης και επεξεργασίας του πακέτου, άλλωστε ακόμα και στην περίπτωση που το πακέτο προορίζεται για κάποιον επόμενο κόμβο θα σταλεί σε επόμενο slot. Επιπλέον, η χρονοσχιμή αδειάζει στο συγκεκριμένο κανάλι και με αυτό τον τρόπο μπορεί να τη γεμίσει η βαθμίδα Smart Add.

Ακολουθως οδηγείται στον burst mode receiver ο οποίος αναλαμβάνει να μετατρέψει το σήμα από οπτικό σε ηλεκτρικό και να το προωθήσει στο switch. Ωστόσο πριν το σήμα, το switch έχει ήδη ενημερωθεί από το slot manager αν το επερχόμενο πακέτο προορίζεται για αυτό τον κόμβο ή κάποιον επόμενο. Έτσι διακρίνονται οι 2 περιπτώσεις.

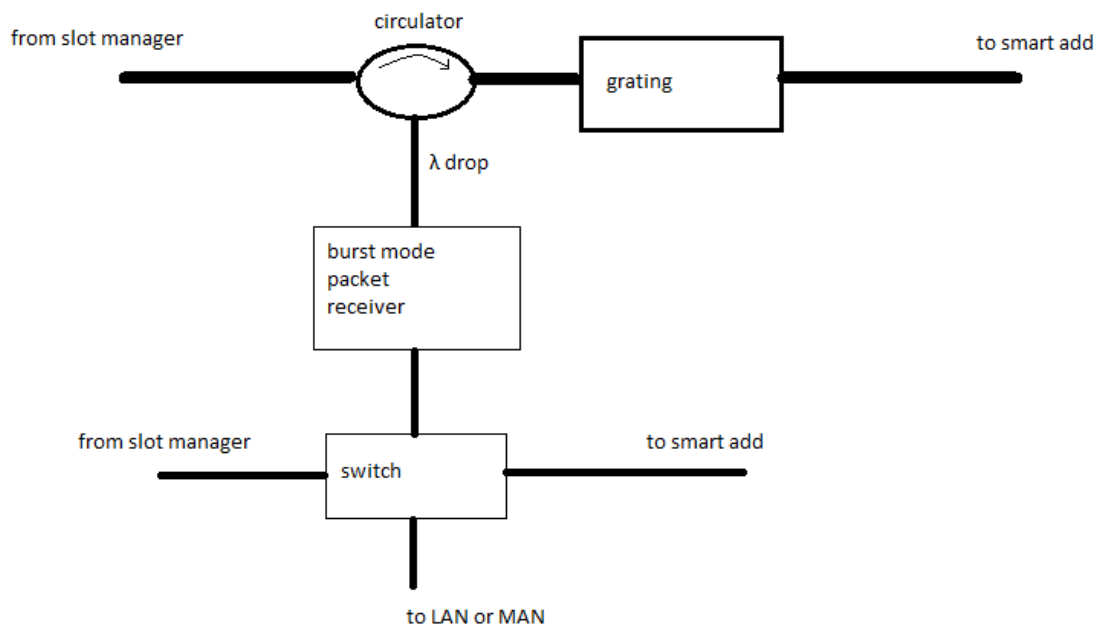
- Σε περίπτωση που ο κόμβος είναι ο προορισμός του πακέτου, το switch το δρομολογεί προς το LAN ή το WAN που είναι συνδεδεμένος ο AP ή POP αντίστοιχα .
- Αν όμως ο προορισμός του πακέτου είναι κάποιος επόμενος κόμβος τότε το πακέτο μαζί με την επικεφαλίδα την οποία επεξεργάστηκε ο slot manager αποστέλλονται στη τελευταία βαθμίδα του κόμβου η οποία είναι το smart add. Το smart add συνοπτικά αναλαμβάνει να αναμεταδώσει το πακέτο μαζί με την επικεφαλίδα προκειμένου να φτάσει στον προορισμό του. Να σημειωθεί ότι το πακέτο στο smart add έχει πολύ υψηλή προτεραιότητα σε σχέση με άλλα πακέτα τα οποία έχουν φτάσει στον κόμβο από το LAN ή WAN και πρέπει να σταλούν. Αναλυτικότερα η διαδικασία που ακολουθείται στη συγκεκριμένη βαθμίδα περιγράφεται στην ενότητα smart add.



Εικόνα 2.7 : Κυκλοφορητής (Circulator)



Εικόνα 2.8 : Διάγραμμα ανακλώμενης ισχύος σε συνάρτηση με το μήκος κύματος για το *fiber Bragg grating*. Ανακλάται μόνο η ισχύς που βρίσκεται κεντραρισμένη στο μήκος κύματος λ_B .



Εικόνα 2.9 : Δομή *Smart Drop*

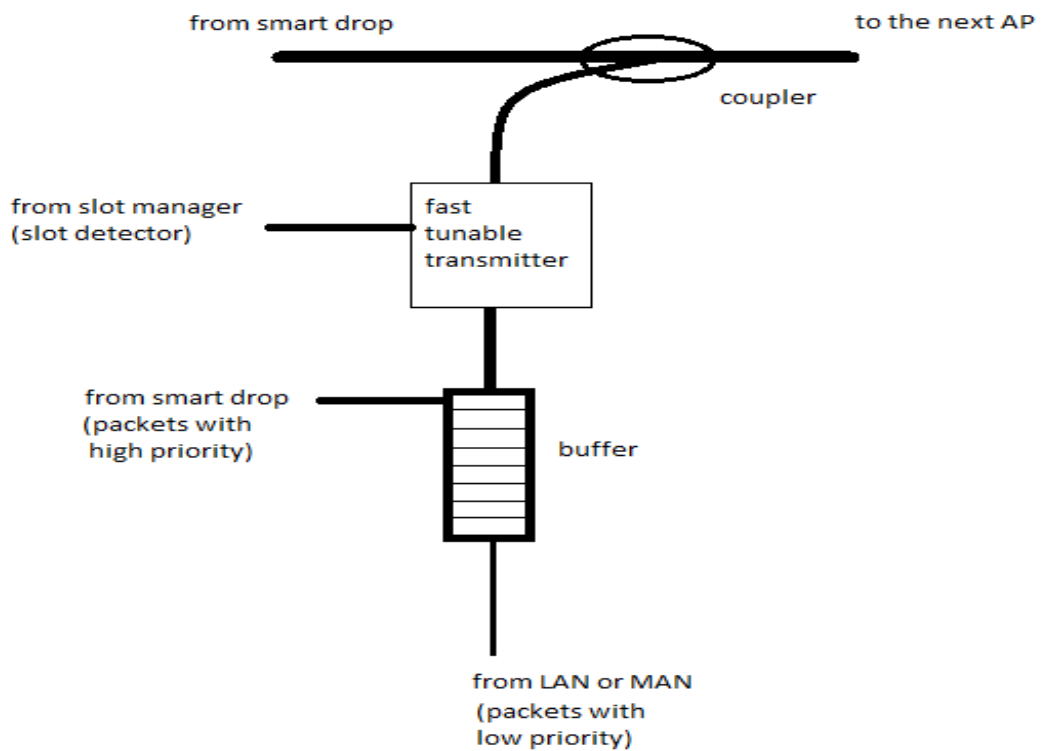
2.2.5 Smart Add

Η δομική μονάδα smart add είναι υπεύθυνη για την αποστολή πακέτων. Αφού ενημερωθεί από το slot manager για τη διαθεσιμότητα των καναλιών ελέγχει τους καταχωρητές για τον προορισμό του κάθε πακέτου και το στέλνει στο κατάλληλο κανάλι δηλαδή σε αυτό που ο προορισμός του έχει το σταθερά συντονισμένο δέκτη του (βλ. εικόνα 2.9). Η βαθμίδα smart add κάθε AP έχει δυο ειδών ουρές, μία για τα πακέτα που προέρχονται από το LAN (transmitting queue) και μια για τα πακέτα που προέρχονται από τη διαδικασία του multihopping (passed queue), δηλαδή αυτά που προέρχονται από το MAN. Έτσι, κάθε φορά που ο κόμβος έχει να στείλει ένα πακέτο έχει να πάρει δυο αποφάσεις, πρώτον να διαλέξει από ποια ουρά θα στείλει και δεύτερον από την επιλεγμένη ουρά ποιο πακέτο θα σταλεί. Σύμφωνα με το [6], τα πακέτα της passed queue έχουν υψηλή προτεραιότητα σε σχέση με τα πακέτα που προέρχονται από το LAN, δηλαδή τα πακέτα της transmitting queue. Δηλαδή όταν ο smart add ενημερωθεί ότι κάποιο κανάλι είναι διαθέσιμο τότε σύμφωνα με την παραπάνω διαδικασία προτεραιότητα για να σταλούν έχουν τα πακέτα που έλαβε ο κόμβος από το κανάλι στο οποίο έχει το μόνιμα συντονισμένο δέκτη του αλλά προορίζονται για κάποιον επόμενο AP. Αυτό συμβαίνει προκειμένου να μειωθεί στο ελάχιστο δυνατό η καθυστέρηση ενός πακέτου από άκρη σε άκρη δηλαδή η χρονική διάρκεια από τη στιγμή που γεννήθηκε μέχρι να φτάσει στον προορισμό του. Μάλιστα στο slotted Hornet η καθυστέρηση που εισάγει η διαδικασία multihopping κάθε φορά που συμβαίνει σε κάποιον AP είναι μόλις η χρονική διάρκεια ενός slot σε περίπτωση που πολιτική που ακολουθείται είναι να στέλνεται πάντα το πακέτο που προέρχεται από το multihopping. Για να γίνει πιο κατανοητή συνολικά η διαδικασία θα αναλυθεί με ένα παράδειγμα. Έστω ότι ο AP νούμερο 1 έχει μόνιμα συντονισμένο το δέκτη στο κανάλι 3, αυτό σημαίνει ότι οποιοδήποτε πακέτο φτάσει στον κόμβο από το κανάλι 3 θα αφαιρεθεί από το δίαυλο.

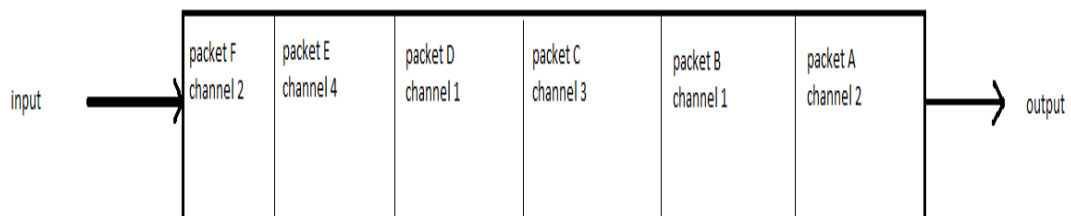
Έστω λοιπόν ότι ένα πακέτο A καταφθάνει στον AP 1 στο κανάλι 3 τη χρονική στιγμή t_1 , αλλά έχει ως προορισμό τον AP 5 ο οποίος επίσης λαμβάνει στο κανάλι 3, τότε σύμφωνα με τη διαδικασία η οποία περιγράφηκε στα smart drop και slot manager, η βαθμίδα smart drop του AP 1 θα λάβει το πακέτο και θα το προωθήσει στη βαθμίδα smart add αφού θα έχει ενημερωθεί από το slot manager για τον προορισμό του πακέτου. Το πακέτο θα τοποθετηθεί στην πρώτη θέση του καταχωρητή της βαθμίδας smart add γεγονός που σημαίνει πως θα είναι το πρώτο υποψήφιο προς αποχώρηση σε περίπτωση που το κανάλι 3 βρεθεί διαθέσιμο. Καταφθάνει λοιπόν, το επόμενο slot τη στιγμή $t_2 + \text{slot_time}$ και στο κανάλι 3 υπάρχει το πακέτο B. Και με το πακέτο B θα επαναληφθεί η διαδικασία που έλαβε χώρα με το A συνεπώς το κανάλι 3 θα αδειάσει με αποτέλεσμα ο AP 1 να στείλει το πακέτο A στο κανάλι 3. Παρατηρούμε λοιπόν πως ακριβώς επειδή πάντα ο AP 1 αδειάζει το κανάλι 3 παράλληλα το καθιστά διαθέσιμο προκειμένου να στείλει το πακέτο που έλαβε στο προηγούμενο slot. Επιπλέον το παράδειγμα επιβεβαιώνει τον ισχυρισμό ότι η διαδικασία multihopping εισάγει καθυστέρηση στο πακέτο μόλις ενός slot ανεξάρτητα από την κίνηση του δικτύου ή οποιαδήποτε άλλη παράμετρο. Φυσικά το θέμα της επιλογής του πακέτου που θα στείλει κάθε φορά ο κόμβος είναι κάτι που έχει μελετηθεί εξαιρετικά εκτενώς και έχουν προταθεί πολλές πολιτικές κάθε μια από τις οποίες συγκεντρώνει τα δικά της μειονεκτήματα και πλεονεκτήματα. Η διαδικασία που περιγράφηκε δεν είναι παρά η πολιτική που προτείνεται στο [6] με βασικό πλεονέκτημα τη μικρή καθυστέρηση των πακέτων κατά τη διαδικασία multihopping ωστόσο μπορεί να προκαλέσει μεγάλες καθυστερήσεις στα πακέτα που προέρχονται από το LAN.

Μια εύλογη απορία που δημιουργείται είναι αφού ο κόμβος αδειάζει συνεχώς το κανάλι 3 και τα πακέτα έχουν προτεραιότητα σε σχέση με αυτά που προέρχονται από το LAN τι θα συμβεί όταν από το LAN φτάσει στον AP 1 ένα πακέτο C το οποίο θα έχει προορισμό τον AP 5 και συνεπώς πρέπει να σταλεί στο κανάλι 3. Η απάντηση είναι ότι κάποια στιγμή ανάλογα με την ένταση της κίνησης θα φτάσει στον AP 1 κάποιο άδειο slot στο κανάλι 3 και αν υποθέσουμε ότι αυτό το slot θα είναι το επόμενο από το slot που βρισκόταν το πακέτο B δηλαδή θα φτάσει τη στιγμή $t_1 + 2 * \text{slot_time}$.

Έτσι, ο AP 1 θα τοποθετήσει το πακέτο B στο κανάλι 3 του διαύλου διότι έχει μεγαλύτερη προτεραιότητα από το C. Η διαδικασία συνεχίζεται με το ακόλουθο slot να καταφθάνει τη στιγμή $t_1+3*\text{slot_time}$. Σε περίπτωση που το συγκεκριμένο slot είναι γεμάτο το κανάλι 3 θα αδειάσει κατά τα γνωστά, συνεπώς πλέον είναι διαθέσιμο για να σταλεί το πακέτο C.



Εικόνα 2.10 : Δομή Smart Add

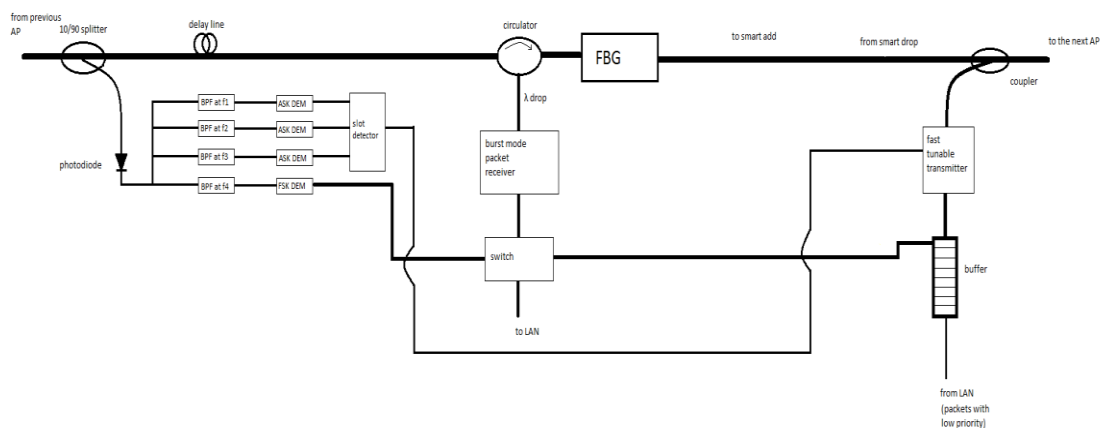


Εικόνα 2.11 : Καταχωρητής μονάδος Smart Add

Ένα επιπλέον βασικό σημείο στη διαδικασία αποστολής και τη βαθμίδα smart add είναι η αποφυγή φαινομένων εμπλοκής λόγω επικεφαλή ουράς (Head Of Line Blocking). Με δεδομένο ότι κάθε AP μπορεί να μεταδώσει μόνο ένα πακέτο σε κάθε slot και τα πακέτα είναι στοιβαγμένα σε ένα μοναδικό buffer ανεξαρτήτως προορισμού και κατά επέκταση καναλιού μετάδοσης, είναι πιθανό το πρώτο υποψήφιο προς αποστολή πακέτο να πρέπει να σταλεί σε κάποιο κανάλι το οποίο είναι κατειλημμένο ενώ το δεύτερο σε σειρά πακέτο του καταχωρητή να προορίζεται για ελεύθερο κανάλι. Για την αντιμετώπιση του προβλήματος η βαθμίδα smart drop χρησιμοποιεί εικονικές ουρές (Virtual Output Queues) οι οποίες επιλύουν ακριβώς αυτό το πρόβλημα. Συγκεκριμένα χρησιμοποιείται μια εικονική ουρά για κάθε κανάλι συνεπώς μολονότι υπάρχει μόνο ένας καταχωρητής δεν δημιουργείται πρόβλημα φραγής λόγω επικεφαλή ουράς. Αυτό που επιτυγχάνεται με τις εικονικές ουρές είναι ότι σε περίπτωση που το κανάλι στο οποίο πρέπει να σταλεί το πρώτο πακέτο του καταχωρητή είναι κατειλημμένο τότε το smart add επιχειρεί να στείλει το δεύτερο πακέτο. Σε περίπτωση που και το κανάλι του δεύτερου πακέτου είναι γεμάτο τότε επιχειρεί το τρίτο και ούτω κάθε εξής. Στο επόμενο παράδειγμα αναλύεται ο αλγόριθμος με βάση τον οποίο γίνεται η επιλογή του πακέτου που θα σταλεί[17]. Ας υποθέσουμε ότι ο καταχωρητής έχει τη μορφή της εικόνα 2.10

Γνωρίζοντας τον προορισμό του κάθε πακέτου καθώς και το κανάλι στο οποίο λαμβάνει ο κάθε AP η μονάδα Smart Add γνωρίζει σε ποιο κανάλι πρέπει να σταλεί το κάθε πακέτο. Αρχικά λοιπόν εξετάζει το πακέτο A, λαμβάνει την πληροφορία από το slot Detector για τη διαθεσιμότητα του καναλιού 2 και αν είναι άδειο στέλνει το πακέτο A. Σε περίπτωση που το κανάλι 2 είναι κατειλημμένο και δεν υπάρχει τεχνολογία εικονικών ουρών ο κόμβος δεν μπορεί να στείλει κανένα πακέτο. Ωστόσο, στην περίπτωση των εικονικών ουρών η βαθμίδα Smart Add συνεχίζει τον έλεγχο με το πακέτο B. Δηλαδή ελέγχει αν είναι διαθέσιμο το κανάλι που πρέπει να σταλεί το επόμενο πακέτο. Αν και το κανάλι 1 είναι γεμάτο επαναλαμβάνει τη διαδικασία για το πακέτο C και το κανάλι 3.

Με βάση λοιπόν τις δυο διεργασίες που περιγράψαμε παραπάνω, multihopping και virtual output queues γίνεται εύκολα αντιληπτό πως σε περίπτωση που ο καταχωρητής του Smart Add έχει πακέτα για όλα τα κανάλια σίγουρα θα εκπέμπει ένα πακέτο σε κάθε slot. Αυτό συμβαίνει διότι ακόμα και όταν όλα τα κανάλια του slot είναι γεμάτα η βαθμίδα smart drop θα αδειάσει σίγουρα το κανάλι στο οποίο είναι συντονισμένος ο δέκτης με αποτέλεσμα η βαθμίδα smart add να το γεμίσει.



Εικόνα 2.12 : Δομή κόμβου HORNET

2.2.6 MAC Πρωτόκολλα για το Hornet

Επιπλέον να σημειωθεί ότι στο [18] προτάθηκαν κάποιои άλλοι τρόποι για την επιλογή του πακέτου που θα σταλεί. Θεωρούμε πως κάθε κόμβος έχει αριθμό ουρών ίσο με τον αριθμό των καναλιών επαυξημένο κατά μία, κάθε μια από τις οποίες λειτουργεί με πρακτική FIFO (First In First Out). Δηλαδή, η transmitting queue αποτελείται από αριθμό ουρών ίσο με τα κανάλια, μια ουρά για κάθε κανάλι και άλλη μια ουρά η passed queue. Μια στρατηγική είναι η τυχαία επιλογή πακέτου (Random Strategy) δηλαδή επιλέγεται τυχαία από ποια ουρά θα αποχωρήσει το πρώτο πακέτο. Προκειμένου, να αποφευχθεί η αύξηση του χρόνου επεξεργασίας η διαδικασία επιλογής γίνεται πριν οποιοδήποτε κανάλι γίνει διαθέσιμο.

Για να είναι δίκαιο το σύστημα κάθε ουρά που επιλέγεται, στη συνέχεια δεν συμμετέχει στη διαδικασία για ένα συγκεκριμένο χρονικό διάστημα. Μια άλλη στρατηγική που μελετήθηκε είναι η κυκλική επιλογή (Round Robin Strategy) κατά την οποία η επιλογή γίνεται κυκλικά. Με αυτό τον τρόπο κάθε ουρά αδειάζει με συγκεκριμένη περίοδο. Η τελευταία στρατηγική είναι με βάση το μήκος της ουράς. Συγκεκριμένα, επιλέγεται η ουρά με το μεγαλύτερο μήκος (Longest Queue Length First Strategy). Σύμφωνα με τις προσομοιώσεις, η επιλογή με βάση το μήκος της ουράς αποδίδει καλύτερα από την κυκλική επιλογή. Ενώ η τυχαία επιλογή αποδίδει καλύτερα και από τις άλλες δυο στρατηγικές για μεγάλο αριθμό καναλιών.

SR3

Το ζήτημα της επιλογής του κατάλληλου πακέτου από κάθε AP όπως και της δικαιοσύνης μεταξύ των κόμβων για slotted δίκτυα τοπολογίας δακτυλίου με συστήματα FRTT όπως το Hornet έχει μελετηθεί εκτενώς στο [19]. Μάλιστα, στο [20] προτάθηκε και το MAC πρωτόκολλο SR3 (Synchronous Round Robin with Reservations) για την επίλυση του προβλήματος. Το SR3 συνδυάζει την τεχνική SRR (Synchronous Round Robin) ως στρατηγική επιλογής πακέτου που στέλνεται από κάθε κόμβο και το μηχανισμό διαίτησίας MMR (Multi Metering) προκειμένου να υπάρχει ισορροπία στη διέλευση κάθε AP. Στις δυο δημοσιεύσεις μελετάται δίκτυο τοπολογίας WDM δακτυλίου με W αριθμό διαύλων και N αριθμό κόμβων προσαρτημένων στο δακτύλιο επίσης, οι κόμβοι στέλνουν πακέτα σταθερού μήκους και το δίκτυο είναι slotted. Κάθε κόμβος είναι εξοπλισμένος με ένα fixed receiver και ένα tunable transmitter. Για λόγους απλότητας θα περιγράψουμε την περίπτωση κατά την οποία $W=M$ όπως μελετάται στο [20] ενώ η περίπτωση $W<N$ η οποία είναι άλλωστε και πιο συνηθής μελετάται μόνο στο [19]. Σύμφωνα με το [19] τέτοιου τύπου συστήματα δεν εξασφαλίζουν δικαιοσύνη μεταξύ των κόμβων λόγω των συμμετριών του δακτυλίου. Δηλαδή κάποιοι κόμβοι έχουν καλύτερες πιθανότητες πρόσβασης σε συγκεκριμένα κανάλια σε σχέση με άλλους γεγονός που μπορεί να δημιουργήσει ποικίλα προβλήματα.

Πράγματι, σε περίπτωση που το δίκτυο λειτουργεί με σενάριο destination stripping δηλαδή, ο κόμβος προορισμού είναι υπεύθυνος να απελευθερώσει το slot όταν λάβει το πακέτο, και κάθε κόμβος λαμβάνει από ένα κανάλι τότε ο επόμενος AP θα έχει περισσότερες πιθανότητες να καταλάβει αυτό το κανάλι από όλους τους υπόλοιπους. Επιπλέον, από τη στιγμή που ο κόμβος είναι εξοπλισμένος με ένα tunable transmitter απαιτείται αλγόριθμος ο οποίος θα αποφασίζει ποιο πακέτο θα αποχωρήσει σε περίπτωση που παραπάνω από ένα κανάλια είναι διαθέσιμα. Προτάθηκαν και εξετάστηκαν 3 MAC πρωτόκολλα FIFO, Asynchronous Round Robin και Synchronous Round Robin με το τελευταίο να αποδίδει καλύτερα. Σύμφωνα με το [20] το SR3 διαχωρίζεται σε 3 διαφορετικά επίπεδα, την πρόσβαση στο δίαυλο, τη διαιτησία μεταξύ των κόμβων και την κράτηση slot.

Σκοπός της στρατηγικής πρόσβασης στο δίαυλο SRR είναι να ελαχιστοποιηθούν οι κόμβοι που θα θέλουν να γεμίσουν το ίδιο slot με πακέτα προς τον ίδιο προορισμό δηλαδή πακέτα που πρέπει να μουν στον ίδιο δίαυλο. Για αυτό, κάθε κόμβος αποφασίζει ποιο πακέτο θέλει να στείλει χωρίς να γνωρίζει τη διαθεσιμότητα των καναλιών. Φυσικά, δεν υπάρχει εγγύηση ότι το επιλεγμένο πακέτο θα σταλεί μιας και το κανάλι μπορεί να είναι κατειλημμένο. Σε περίπτωση που δεν μπορεί να σταλεί το συγκεκριμένο πακέτο έχει αναπτυχθεί ένας αλγόριθμος για την επιλογή του επόμενου. Ωστόσο για να γίνει κατανοητός ο αλγόριθμος πρέπει πρώτα να αναλυθεί μια απλή στρατηγική που εγγυάται τη καλή χρήση του φάσματος ακόμα και σε συνθήκες υψηλού φορτίου η TDMA (Time Division Multiple Access). Για την εφαρμογή της TDMA κάθε κόμβος διαθέτει μια ξεχωριστή λογική ουρά για κάθε προορισμό συνεπώς έχει M-1 λογικές ουρές αφού δεν στέλνει στον εαυτό του. Σύμφωνα με το TDMA κάθε κόμβος αντιστοιχεί ντετερμινιστικά μια διαφορετική λογική ουρά σε ένα τυχαίο slot, η επιλογή ουράς γίνεται κυκλικά για όλους τους κόμβους για ένα slot ομοίως και για ένα κόμβο με όλα τα slot. Σε περίπτωση που όταν το slot καταφθάσει στον κόμβο η ουρά που του αντιστοιχεί είναι άδεια τότε ο κόμβος δεν επιχειρεί να στείλει.

Το SRR τείνει να συμπεριφέρεται όπως το TDMA σε συνθήκες υψηλού φορτίου με τη διαφορά ότι είναι πιο ευέλικτο σε συνθήκες χαμηλής κίνησης. Διότι σε περίπτωση που κατά την άφιξη του slot η ουρά είναι άδεια, αρκετά πιθανό ενδεχόμενο σε χαμηλά φορτία τότε ο κόμβος σε αντίθεση με το TDMA επιχειρεί να στείλει το πρώτο πακέτο από την ουρά με το μεγαλύτερο μήκος. Έτσι, το SRR εγγυάται ότι κυκλικά μεταδίδονται τα πακέτα από όλες τις εικονικές ουρές του κάθε κόμβου με αποτέλεσμα να υπάρχει δικαιοσύνη στον κόμβο αυτό καθεαυτό. Παρόλα αυτά ο μηχανισμός αυτός δεν είναι αρκετός για να διασφαλιστεί η δικαιοσύνη ανάμεσα στους κόμβους για αυτό υπάρχει ο μηχανισμός MMR. Συνοπτικά, ο μηχανισμός αυτός λειτουργεί με ένα control πακέτο, το οποίο ονομάζεται SAT, και κυκλοφορεί στο δακτύλιο και μάλιστα σε αντίθετη κατεύθυνση από τα δεδομένα. Σε κάθε κόμβο ανατίθεται ένας μέγιστος αριθμός πακέτων που μπορούν να στείλουν μεταξύ δυο διαδοχικών περασμάτων του SAT. Σε κανονικές συνθήκες κάθε κόμβος προωθεί το SAT στον επόμενο χωρίς καθυστέρηση εκτός αν δεν έχει καταφέρει να στείλει τον αριθμό των πακέτων που του όρισε το SAT λόγω συμφόρησης στο δίκτυο. Το SAT κρατείται από τον κόμβο μέχρι να στείλει όλα τα επιτρεπόμενα πακέτα ή να μην έχει πακέτο προς αποστολή στις ουρές του. Αυτός ο μηχανισμός διαιτησίας μεταξύ των κόμβων με κάποιες τροποποιήσεις για πολυδιαυλικά συστήματα όπου κάθε δίαυλος έχει το δικό του SAT σε συνδυασμό με το SRR επιτυγχάνουν απόλυτη ισορροπία μεταξύ των κόμβων του δικτύου. Το τελευταίο κομμάτι του SR3 είναι η κράτηση slot.

Ο μηχανισμός αυτός επιτρέπει σε ένα κόμβο να δηλώνει στους υπόλοιπους το αίτημα του για να καταλύσει ένα slot με τη βοήθεια ενός τροποποιημένου πακέτου SAT (SAT – RF). Οι προσομοιώσεις στα [19],[20] έδειξαν ότι μπορεί να επιτευχθεί πολύ καλή δικαιοσύνη ανάμεσα στους κόμβους παρόλα αυτά η πολυπλοκότητα του συστήματος καθιστά δύσκολη την υλοποίησή του. Αρχικά, το γεγονός ότι το μήνυμα SAT κινείται αντίστροφα από τα δεδομένα απαιτεί τη χρήση ξεχωριστής ίνας. Επιπλέον, υπάρχουν πολλές παράμετροι στο δίκτυο οι οποίες απαιτούν ακριβή ρύθμιση και μέχρι στιγμής δεν έχει υπάρξει τρόπος βελτιστοποίησης των τιμών τους.

2.3 Αρχιτεκτονική Κόμβου $FR^W FT$

Μολονότι λοιπόν το Hornet δείχνει να καλύπτει τις αδυναμίες του Sonet και να αποτελεί μια αξιόπιστη λύση η εξέλιξη της τεχνολογίας στα οπτικά την τελευταία δεκαετία φανέρωσε τη μεγαλύτερη αδυναμία του και αυτή δεν είναι άλλη από τη διαδικασία multihopping. Δηλαδή το γεγονός ότι ένας κόμβος λαμβάνει ένα πακέτο το οποίο δεν προορίζεται για αυτόν αλλά για κάποιον επόμενο AP. Το γεγονός αυτό προκαλεί καθυστέρηση στα πακέτα έστω και αν αυτή είναι μόλις η χρονική διάρκεια ενός slot. Ωστόσο, το βασικό πρόβλημα είναι το επιπλέον φορτίο που επωμίζεται κάθε AP, δηλαδή εκτός από τα πακέτα που λαμβάνει από το τοπικό δίκτυο πρέπει να μεταδίδει και τα πακέτα που λαμβάνει από το μητροπολιτικό δίκτυο. Διάφορες τεχνικές έχουν προταθεί προκειμένου να αντιμετωπιστεί το πρόβλημα αυτό. Στο [21] προτάθηκε μια αρχιτεκτονική η οποία αντικαθιστά το FRTT του Hornet από αρχιτεκτονική με W σταθερά συντονισμένους αποδέκτες, δηλαδή όσα και τα κανάλια και ένα σταθερά συντονισμένο πομπό, $FR^W FT$. Η συγκεκριμένη αρχιτεκτονική βασίζεται επίσης στις υποφέρουσες με κάποιες μικρές τροποποιήσεις. Η φυσική τοπολογία του δικτύου είναι και πάλι δακτύλιος με τη λογική τοπολογία να είναι πλήρως κατανεμημένη (mesh topology). Κάθε κόμβος πρόσβασης του δικτύου είναι εξοπλισμένος με ένα σταθερά συντονισμένο πομπό και W σταθερά συντονισμένους δέκτες γεγονός που επιτρέπει στον κόμβο να στέλνει σε ένα μήκος κύματος και να λαμβάνει από όλα. Η αρχιτεκτονική αυτή είναι σχεδόν ισοδύναμη με αυτή του ενός σταθερά συντονισμένου πομπού και ενός δέκτη μεταβαλλόμενου συντονισμού (tunable receiver) με τη διαφορά ότι δεν προκύπτει το πρόβλημα συγκρούσεων στον προορισμό (receiver collision) διότι κάθε κόμβος μπορεί να λαμβάνει ταυτόχρονα από όλα τα μήκη κύματος.

Το φαινόμενο συγκρούσεων στον προορισμό είναι ένα πρόβλημα που εμφανίζεται συχνά σε πολυδιαυλικά συστήματα στα οποία υπάρχουν δέκτες μεταβαλλόμενου συντονισμού και έγκειται στο γεγονός ότι σε περίπτωση που φτάσουν ταυτόχρονα σε ένα κόμβο 2 πακέτα από διαφορετικά κανάλια ο δέκτης που ουσιαστικά είναι ένα ζωνοπερατό φίλτρο δεν μπορεί να συντονιστεί ταυτόχρονα και στα δυο κανάλια οπότε το ένα πακέτο χάνεται.

Αξίζει να σημειωθεί πως ενώ στις κλασικές συγκρούσεις στο δίαυλο χάνονται και τα δυο πακέτα, στην περίπτωση σύγκρουσης στον προορισμό χάνεται μόνο το ένα από τα δυο πακέτα. Το γεγονός αυτό έχει ως αποτέλεσμα το πακέτο που δεν λήφθηκε να εξακολουθεί να κυκλοφορεί στο δίαυλο προκαλώντας επιπλέον εικονικό φορτίο και κακή επαναχρησιμοποίηση των slot αφού για να ληφθεί το πακέτο πρέπει να ολοκληρώσει έναν ολόκληρο κύκλο στο δακτύλιο μέχρι να ξαναφτάσει στον κόμβο προορισμού. Για να είναι αξιοποιήσιμο ένα τέτοιο μοντέλο κρίνεται απαραίτητο ο αριθμός των διαύλων να είναι μικρότερος από τον αριθμό των κόμβων ($N > W$).

Με βάση την αρχιτεκτονική του δικτύου παραπάνω του ενός κόμβοι θα μοιράζονται ένα μήκος κύματος για αποστολή των πακέτων τους. Φυσικά, το γεγονός αυτό δεν αποτελεί πρόβλημα διότι η χωρητικότητα του διαύλου είναι συνήθως μεγαλύτερη από τη μέγιστη διέλευση του κάθε κόμβου κάτι το οποίο βρίσκει απόλυτη εφαρμογή σε μητροπολιτικά δίκτυα. Το μόνο απαραίτητο για τη καλή λειτουργία της διάταξης είναι η ύπαρξη ενός πρωτοκόλλου πρόσβασης στο δίαυλο (MAC protocol). Να σημειωθεί πως η συγκεκριμένη αρχιτεκτονική είναι ιδιαιτέρως βολική τόσο για τις θεωρητικές προβλέψεις όσο και για να υπολογίσουμε με δεδομένη τη διέλευση, τον αριθμό των κόμβων που μπορούν να μοιράζονται το ίδιο μήκος κύματος χωρίς προβλήματα συμφόρησης.

Όπως γίνεται εύκολα αντιληπτό αφού κάθε κόμβος έχει μονίμως συντονισμένους δέκτες σε όλα τα μήκη κύματος, έχει τη δυνατότητα να λάβει όλα τα πακέτα που διέρχονται. Πρέπει, λοιπόν, να ξεχωρίσει ποια πακέτα προορίζονται για αυτόν χωρίς όμως να χρειαστεί να μετατρέψει ολόκληρο το σήμα του payload από οπτικό σε ηλεκτρικό προκειμένου να το επεξεργαστεί διότι μια τέτοια διαδικασία θα προκαλούσε μεγάλες καθυστερήσεις. Πιο συγκεκριμένα, μια τέτοια διαδικασία θα απαιτούσε το σήμα να μετατραπεί από οπτικό σε ηλεκτρικό, να γίνει η κατάλληλη επεξεργασία του ηλεκτρικού σήματος και στις περισσότερες περιπτώσεις να επαναδημιουργηθεί το οπτικό σήμα προκειμένου να συνεχίσει τη διάδοση στο δίαυλο μέχρι να φτάσει στον κόμβο που θα είναι υπεύθυνος να το αποσύρει.

Για την επίλυση λοιπόν του συγκεκριμένου προβλήματος χρησιμοποιούμε την τεχνική πολύπλεξης υποφέροντος τόνου (sub-carrier multiplexed tone) μια τεχνολογία που μελετήσαμε και στο HORNET αλλά στην περίπτωση αυτή υπάρχουν κάποιες μικρές τροποποιήσεις. Σε κάθε κόμβο ανατίθεται μια μοναδική συχνότητα στην RF περιοχή (sub-carrier tone) έτσι όταν ένας κόμβος θέλει να μεταδώσει, τότε το προς μετάδοση πακέτο μαζί με ένα τόνο συγκεκριμένης συχνότητας, που αντιστοιχεί στον παραλήπτη του πακέτου, διαμορφώνει το οπτικό φέρον. Το οπτικό πλέον σήμα αποστέλλει ο σταθερά συντονισμένος πομπός του AP . Αξίζει να σημειωθεί ότι σε αντίθεση με το Hornet στην υποφέρουσα συχνότητα δεν διαμορφώνεται κάποιου είδους πληροφορία αλλά είναι απλά ένας τόνος. Όσο αναφορά στον παραλήπτη, όλοι οι AP όπως αναφέρθηκε και παραπάνω παρακολουθούν όλα τα μήκη κύματος και έτσι όταν εντοπίσουν τον τόνο που τους αντιστοιχεί γνωρίζουν ότι το πακέτο προορίζεται για αυτούς και έτσι το αποσύρουν και το επεξεργάζονται κατάλληλα, αν πάλι δεν εντοπίσουν τον δικό τους τόνο απλά αφήνουν το πακέτο να περάσει για τον επόμενο κόμβο του δακτυλίου χωρίς να παρέμβουν. Η διαδικασία που ακολουθείται κατά τη διαδικασία λήψης αναλύθηκε εκτενώς στο Hornet. Επειδή παραπάνω του ενός κόμβοι μοιράζονται το ίδιο δίαυλο για να αποστείλουν τα δεδομένα τους είναι απαραίτητη η χρήση ενός πρωτοκόλλου πρόσβασης στο δίαυλο. Το MAC πρωτόκολλο που χρησιμοποιείται είναι όμοιο με αυτό του Hornet, το CSMA/CA. Η διαδικασία που ακολουθείται είναι αρκετά απλή όπως αναλύθηκε και στην ενότητα Smart Add του Hornet. Οι κόμβοι χρησιμοποιούν τις υποφέρουσες συχνότητες ως σύστημα ανίχνευσης φέροντος. Δηλαδή, κάθε AP όταν θέλει να στείλει ένα πακέτο ενημερώνεται ποια κανάλια είναι διαθέσιμα απλά ανιχνεύοντας την ύπαρξη ή την απουσία υποφέρουσας συχνότητας.

Η συγκεκριμένη αρχιτεκτονική παρέχει πολλά πλεονεκτήματα και αποδίδει καλύτερα σε σχέση με το Hornet. Από τη στιγμή που υπάρχει ένας μοναδικός fixed transmitter δεν χρειάζεται πολύπλοκος μηχανισμός επιλογής πακέτου. Το μόνο που απαιτείται είναι ένας buffer ο οποίος λειτουργεί με πρακτική FIFO. Τα πακέτα που προέρχονται από το LAN ή το WAN των AP ή POP αντίστοιχα απλά στοιβάζονται στον καταχωρητή και αποχωρούν με τη σειρά χωρίς περεταίρω πολυπλοκότητα στον κόμβο. Επιπλέον, αποφεύγεται η διαδικασία του multihopping.

Συγκεκριμένα, ο κόμβος ελέγχει τις υποφέρουσες όπως και στο Hornet όμως δεν λαμβάνει τα πακέτα που δεν προορίζονται για αυτόν με αποτέλεσμα να αποφεύγονται οι καθυστερήσεις και το επιπλέον εικονικό φορτίο που δημιουργεί η διαδικασία multihopping. Ένας ακόμα παράγοντας βελτίωσης σε σχέση με το Hornet είναι ο μηχανισμός διαιτησίας μεταξύ των κόμβων. Ο μηχανισμός που προτείνεται είναι εξαιρετικά απλός και σχετίζεται με την επαναχρησιμοποίηση των slot. Στην περίπτωση του source stripping όπου ο κόμβος που κατέλαβε το slot είναι υπεύθυνος να το απελευθερώσει ο μηχανισμός διαιτησίας τον υποχρεώνει να μην το χρησιμοποιήσει αλλά να το αφήσει ελεύθερο προκειμένου να χρησιμοποιηθεί από επόμενο AP. Με αυτό τον τρόπο διασφαλίζεται ότι ένας κόμβος δεν θα χρησιμοποιεί μόνιμα ένα slot. Στην περίπτωση του destination stripping ο κόμβος προορισμού είναι υπεύθυνος να απελευθερώσει το slot και περιορίζεται στο να το χρησιμοποιήσει αφού σύμφωνα με τον αλγόριθμο διαιτησίας πρέπει να το αφήσει ελεύθερο για τον επόμενο. Αυτός ο μηχανισμός διασφαλίζει την ισορροπία στη διέλευση των κόμβων και στα δυο σενάρια αλλά έχει ένα μεγάλο μειονέκτημα, κοστίζει στην επαναχρησιμοποίηση των χρονοσχημάτων με αποτέλεσμα να μην γίνεται βέλτιστη χρησιμοποίηση του εύρους ζώνης.

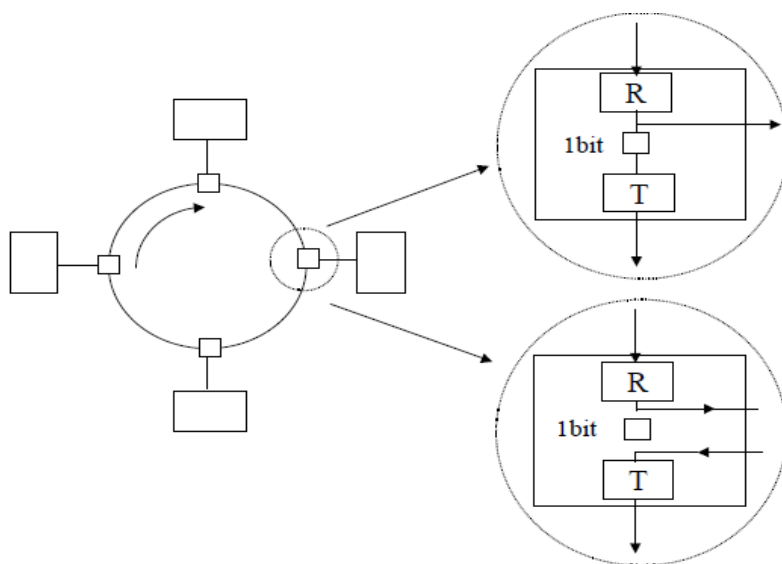
2.4 Token Ring

Μια άλλη προσέγγιση στη σχεδίαση δικτύων πολυδιαυλικών δακτυλίων είναι η χρήση πολλαπλών σκυταλών (multi token ring). Φυσικά, για να περιγράψουμε το πρωτόκολλο αυτό είναι απαραίτητο σε πρώτη φάση να αναλύσουμε τον πρόγονό του token ring. Το πρωτόκολλο token ring δηλαδή δακτύλιος με μια σκυτάλη είναι ευρέως γνωστό και μάλιστα έχει τυποποιηθεί από την IEEE ως IEEE 802.5. Πρόκειται για μια αρκετά παλιά τεχνολογία η οποία όμως αφορά μονοδιαυλικά συστήματα και σε πρώτη φάση εφαρμόστηκε κατά βάση στα τοπικά δίκτυα. Το δίκτυο αυτό είναι ένα από τα τρία που τυποποίησε η επιτροπή IEEE802 ως IEEE 802.5. Τα άλλα πιο γνωστά πρότυπα της επιτροπής IEEE 802 είναι το 802.3 (CSMA/CD) που χρησιμοποιεί το Ethernet όπως και το 802.11 (CSMA/CA) που χρησιμοποιούν τα ασύρματα δίκτυα Wi – Fi.

Η τεχνική token ring χρησιμοποιήθηκε ιδιαίτερα σε περιπτώσεις που απαιτείται προβλέψιμη και εγγυημένη συμπεριφορά σε υψηλά φορτία, σημείο όπου υπερέχει της τεχνικής CSMA/CD την οποία χρησιμοποιεί το Ethernet. Βεβαίως με την ελάττωση του κόστους και την διάδοση των μεταγωγέων στα δίκτυα CSMA/CD, υψηλή επίδοση με ικανοποιητικό κόστος πλέον είναι δυνατή με χρήση αφοσιωμένης διεπαφής ενός μεταγωγέα αποφεύγοντας την απρόβλεπτη συμπεριφορά μιας επικράτειας συγκρούσεων. Η εξέλιξη αυτή περιορίζει την επέκταση των δικτύων δακτυλίου σκυτάλης αλλά η αρχιτεκτονική του δακτυλίου καθώς και η αρχή της κυκλικής εξυπηρέτησης (round robin) που χρησιμοποιεί είναι πολύ διαδεδομένες τεχνικές με μεγάλη αξία στην υλοποίηση δικτύων και αξίζει να μελετηθούν με αφορμή αυτό το σημαντικό πρότυπο 802.5 το οποίο αρχικά δημιούργησε η IBM. Ας αρχίσουμε με την παρουσίαση των γενικών χαρακτηριστικών της τοπολογίας δακτυλίου που χρησιμοποιείται από το 1969 στα δίκτυα. Ένα κυκλικό δίκτυο αποτελείται από ένα σύνολο ζεύξεων σημείου-πρός-σημείο μεταξύ των συνδεδεμένων σταθμών άρα διαφέρει ριζικά από τα δίκτυα τύπου κοινοποίησης (broadcast). Συνδέοντας τον τελευταίο πίσω στον πρώτο δημιουργείται ο δακτύλιος. Δηλαδή το σήμα λαμβάνεται και επανεκπέμπεται από τον κάθε σταθμό που δρα ταυτόχρονα και ως επαναλήπτης και ως αναγεννητής. Έτσι κάθε σταθμός δεν περνά τις παραμορφώσεις που μπορούν να διορθωθούν και ενισχύει το σήμα με αποτέλεσμα μεγαλύτερη εμβέλεια και αξιοπιστία.

Κάθε σταθμός επαναλαμβάνει τα bit που δέχεται και εξασφαλίζει την επικοινωνία μεταξύ των μη διαδοχικών σταθμών. Μόνο ένας σταθμός έχει προσπέλαση στο μέσο κάθε φορά οι άλλοι απλώς επαναλαμβάνουν ό,τι λαμβάνουν. Η διάταξη φαίνεται σχηματικά στην εικόνα 2.13. Τα κυκλώματα της διεπαφής με το μέσο μετάδοσης που φαίνονται στους μεγεθυμένους κύκλους έχουν δύο καταστάσεις λειτουργίας. Στην μία απλώς αναμεταδίδουν ό,τι δεδομένα δέχονται αφού τα καθυστερήσουν κατά ένα τουλάχιστον bit στέλνοντας ταυτόχρονα μια κópια στα κυκλώματα του σταθμού. Στην άλλη κατακρατούν δεδομένα που προορίζονται για τον σταθμό ενώ ταυτόχρονα εκπέμπουν τα δικά τους δεδομένα.

Η καθυστέρηση του ενός bit είναι απαραίτητη ώστε τα δεδομένα να διαβαστούν και ενδεχομένως να τροποποιηθούν, δίνει δηλαδή το χρόνο στο σταθμό να καταλάβει πότε ήλθε η σειρά του να χρησιμοποιήσει το κοινόχρηστο μέσο του δακτυλίου και ποια στιγμή να εκπέμψει. Τα δεδομένα αφού περάσουν από όλους τους σταθμούς και αναγνωσθούν από τον σταθμό προορισμού επιστρέφουν στον αρχικό σταθμό αποστολής ο οποίος τα αφαιρεί από το δακτύλιο αφού ελέγξει ότι έχουν ληφθεί κανονικά από τον λήπτη ο οποίος μπορεί να το δηλώσει τροποποιώντας ένα bit ελέγχου. Στην ειδικότερη περίπτωση του δακτυλίου σκυτάλης, για να αποκτήσει δικαίωμα προσπέλασης στο μέσο μετάδοσης ένας σταθμός θα πρέπει να αποκτήσει ένα ειδικό σχηματισμό από τρία bytes που λέγεται σκυτάλη (token). Μόλις ανιχνεύσει τη σκυτάλη να περνάει απ' αυτόν την κατακρατεί, μεταδίδοντας αντ' αυτής το πλαίσιο πληροφορίας που επιθυμεί.



Εικόνα 2.13 : Δομή κόμβου δικτύου που λειτουργεί με βάση το πρωτόκολλο δακτυλίου με σκυτάλη (token ring)[22]

Μεγάλη σημασία για την ανάλυση ενός δακτυλίου έχει το πλήθος των bit που χωράνε στο δακτύλιο δηλαδή πόσα bit μπορεί να μεταδώσει ένας σταθμός μέχρι το πρώτο να έχει διαδοθεί γύρω-γύρω και να φθάσει πίσω στον αρχικό σταθμό. Η μετάδοση τυπικά έχει ρυθμό $R=4\text{Mbps}$ 200km/msec και έτσι ένα δίκτυο μήκους L περιέχει $LR/200$ bit, δηλαδή για μήκος 1000 μέτρων περιέχει 20bits.

Σε αυτά πρέπει να προστεθούν και ένα bit για κάθε σταθμό λόγω του ελαστικού ταμιευτήρα του ενός bit που διαθέτει στην διεπαφή του όπως εξηγήθηκε. Δηλαδή εάν υπάρχουν 15 συνδεδεμένοι σταθμοί η συνολική χωρητικότητα είναι 35 bit.

Σε αντίθεση με τη φιλοσοφία του CSMA/CD που χαρακτηρίζεται από στατιστική τυχαιότητα, το πρωτόκολλο πρόσβασης στο κοινόχρηστο μέσο (MAC) του δακτυλίου σκυτάλης έχει πιο προβλέψιμη σε όλες τις καταστάσεις συμπεριφορά που εγγυάται επίσης τον δίκαιο μερισμό της χωρητικότητας του δικτύου. Η σκυτάλη αποτελεί σήμα ελέγχου του δικτύου και απαρτίζεται από μια μοναδική ακολουθία που περιφέρεται μέσα στο δίκτυο. Η σκυτάλη δηλώνει ότι εκείνη τη στιγμή το μέσο είναι ελεύθερο. Για να μεταδώσει κάποιος σταθμός πρέπει να δει τη σκυτάλη να περνά από μπροστά του και να την κατακρατήσει μεταδίδοντας στην θέση της το πλαίσιο του. Μετά το πέρας της μετάδοσης ενός πλαισίου (ή την εκπνοή του χρόνου των 10ms εάν έχει περισσότερα να στείλει), ο σταθμός ξαναθέτει νέα σκυτάλη στο μέσο η οποία θα δεσμευθεί από τον επόμενο στη σειρά σταθμό που θα βρεθεί να έχει πλαίσια προς μετάδοση. Το κάθε πλαίσιο αφαιρείται από τον ίδιο το σταθμό που το εξέπεμψε αρχικά μετά από έναν πλήρη κύκλο (source stripping) γεγονός που λειτουργεί και ως επιβεβαίωση της ορθής λήψης δεδομένων από τον παραλήπτη. Συνήθως το μήκος του δακτυλίου εκφρασμένο σε bits δεν χωρά ένα πλήρες πλαίσιο και η αφαίρεση των πρώτων ψηφίων του πλαισίου αρχίζει πριν την ολοκλήρωση της εκπομπής των τελευταίων ψηφίων.

Ομοίως και η εισαγωγή της νέας σκυτάλης ώστε να συνεχιστεί η κανονική λειτουργία του MAC, γίνεται ενώ αφαιρείται το προηγούμενο πλαίσιο. Επειδή ο κάθε σταθμός δεν εκταμιεύει παρά ένα μόνο bit, η σύλληψη της σκυτάλης γίνεται με το να τεθεί το bit σκυτάλης (token bit) στην τιμή 1 και ακολούθως να επισυναφθούν τα υπόλοιπα πεδία του πλαισίου πληροφορίας. Η σκυτάλη είναι το μόνο πλαίσιο που κυκλοφορεί στο δακτύλιο όταν οι σταθμοί είναι αδρανείς και δεν εκπέμπει κανείς. Υπάρχει μόνο μια σκυτάλη και μόνο ένας σταθμός μπορεί να εκπέμπει κάθε φορά. Σε μεγαλύτερα δίκτυα όπως το FDDI χρησιμοποιούνται περισσότερες σκυτάλες με ταυτόχρονη χρήση του δακτυλίου σε διάφορα τμήματά του αλλά με αυτό θα ασχοληθούμε στη συνέχεια.

Όταν η κίνηση είναι λίγη τον περισσότερο χρόνο έχουμε κυκλοφορία σκυτάλης εκτός από τις στιγμές που κατακρατείται από κάποιο σταθμό που εκπέμπει το πλαίσιο του και ξαναβάζει νέα σκυτάλη. Όταν η κίνηση είναι έντονη τότε ο ένας σταθμός μετά τον άλλο παίρνει την σκυτάλη καταλήγοντας σε δίκαιη και απόλυτα ισότιμη μεταχείριση των σταθμών που δεν έχουν δραστηριότητα με απόλυτα κυκλική διαδοχή. Η χρησιμοποίηση του μέσου είναι σχεδόν 100% μείον την σπατάλη σε πληροφορίες ελέγχου (overhead). Η δικαιοσύνη βασίζεται στο ότι ο κάθε σταθμός δεν μπορεί να κρατήσει για χρήση του το μέσο περισσότερο από ένα χρόνο, τυπικά 10msec κάθε φορά που θα πάρει τη σκυτάλη. Έτσι ακόμη και αν ο χρόνος δεν επαρκεί για να μεταδώσει όλα τα εκταμιευμένα πλαίσια, πρέπει να παραδώσει τη σκυτάλη στον επόμενο. Ο χρόνος χρήσης της σκυτάλης -δηλαδή ο χρόνος μετάδοσης- από κάθε σταθμό ελέγχεται με τη βοήθεια χρονοιστών. Το πρότυπο προβλέπει την υποστήριξη πολλών επιπέδων προτεραιοτήτων πρόσβασης για την ανεξάρτητη και δυναμική ανάθεση εύρους ζώνης μεταξύ διαφόρων κατηγοριών δεδομένων όπως αυτά πραγματικού χρόνου (φωνή, βίντεο κτλ) με υψηλές απαιτήσεις έναντι δεδομένων μεταφοράς αρχείων όπου η καθυστέρηση δεν είναι κρίσιμη παράμετρος. Το MAC χρησιμοποιεί τα τρία bits για την λειτουργία των προτεραιοτήτων. Ωστόσο ο μηχανισμός των προτεραιοτήτων συνήθως δεν υλοποιείται και γι' αυτό δεν θα μας απασχολήσει περαιτέρω.

Είναι προφανές ότι το δίκτυο δακτυλίου δεν μπορεί να λειτουργήσει εάν χαθεί η σκυτάλη ή σταματήσει ένας και μόνο αναμεταδότης ή κοπεί ένα καλώδιο. Γι' αυτό η προδιαγραφή του δακτυλίου σκυτάλης περιλαμβάνει και μηχανισμούς ανίχνευσης και εντοπισμού ανωμαλιών και λήψης επανορθωτικών ενεργειών. Αυτοί οι μηχανισμοί διαχείρισης του δακτυλίου δεν είναι κατανεμημένοι όπως ο αλγόριθμος του MAC αλλά κεντρικοί και υποστηρίζονται από ένα συγκεκριμένο σταθμό του δικτύου ο οποίος εκλέγεται για τον ρόλο του επόπτη (Active Monitor). Κάθε σταθμός διαθέτει λογισμικό για αυτό το ρόλο αλλά ένας μόνο είναι ενεργός κάθε φορά. Επιλέγεται με μία απλή διαδικασία ανταγωνισμού (contention).

Ο επόπτης είναι επιφορτισμένος με το να εξασφαλίζει ότι υπάρχει σκυτάλη και ότι κανένα πλαίσιο δεν ξεπερνά τον πλήρη κύκλο, αλλιώς δεν αφαιρέθηκε όπως έπρεπε από την πηγή του, οπότε μπορεί να μπλοκάρει τη λειτουργία του δικτύου κυκλοφορώντας συνεχώς. Αυτό επιτυγχάνεται ως εξής: ο σταθμός επίβλεψης θέτει ένα bit M σε τιμή 1 την πρώτη φορά που περνά από μπροστά του. Εάν το ξαναδεί με $M=1$ τότε το αφαιρεί και εισάγει μια νέα σκυτάλη. Κανονικά πρέπει να βλέπει όλα τα πλαίσια με $M=0$ και να τα κάνει $M=1$. Επίσης ο επόπτης παρακολουθεί την σωστή κυκλοφορία σκυτάλης χρησιμοποιώντας ένα χρονιστή με τιμή λίγο μεγαλύτερη από το χρόνο ενός πλήρους κύκλου. Αρχικοποιεί αυτό το χρονιστή κάθε φορά που βλέπει μια σκυτάλη ή ένα έγκυρο πλαίσιο. Όταν ο χρονιστής αυτός εκπνεύσει σημαίνει ότι υπάρχει κάποια αστοχία στην εισαγωγή σωστής σκυτάλης και προβαίνει αμέσως στην εισαγωγή της. Κανονικά αυτός ο χρονιστής δεν πρέπει να προλαβαίνει να εκπνεύσει ποτέ. Υπάρχει επίσης μηχανισμός για την ανίχνευση τυχόν απώλειας λόγω βλάβης (π.χ. διακοπή ρεύματος) του επόπτη και αλγόριθμος για την αντικατάστασή του. Ο σταθμός που δρα ως επόπτης παράγει περιοδικά ένα πλαίσιο ελέγχου που δηλώνει την παρουσία του μέσω ενός πλασίου. Εάν αυτό το πλαίσιο δεν εμφανισθεί στον χρόνο που έχει ορισθεί, ο κάθε σταθμός που το αντιλαμβάνεται εκδίδει ένα πλαίσιο διεκδίκησης που ονομάζεται σκυτάλη διεκδίκησης (token claim). Ακολουθώς παρακολουθεί τα πλαίσια διεκδίκησης που φθάνουν ενώ συνεχίζει να εκδίδει πλαίσιο διεκδίκησης μέχρι να διαβάσει το δικό του πλαίσιο που φέρει την διεύθυνσή του και έχει κάνει πλήρη κύκλο και τότε αναλαμβάνει αυτός επόπτης. Εάν όμως διαβάσει σκυτάλη διεκδίκησης με διεύθυνση πηγής μικρότερη από τη δική του συνεχίζει να εκδίδει σκυτάλες διεκδίκησης. Εάν ωστόσο η διεύθυνση είναι μεγαλύτερη τότε σταματά και αρχίζει πάλι κανονική λειτουργία διότι αυτός με τη μεγαλύτερη διεύθυνση αναλαμβάνει επόπτης. Το ίδιο πράττει και εάν ανιχνεύσει κανονικό πλαίσιο που σημαίνει ότι ήδη κάποιος άλλος είδε τη δική του σκυτάλη διεκδίκησης να κάνει πλήρη κύκλο και ανέλαβε επόπτης. Έτσι ο σταθμός με τη μεγαλύτερη διεύθυνση αναλαμβάνει επόπτης κάθε φορά. Επίσης όλοι οι ενεργοί σταθμοί εκδίδουν περιοδικά ένα πλαίσιο που δηλώνει την παρουσία τους (stand-by monitor present) και επιτρέπει στον κάθε σταθμό να γνωρίζει την παρουσία όλων των άλλων ενεργών σταθμών.

Η ευρωστία των κυκλικών δικτύων πηγάζει από το γεγονός ότι πληροφορίες που αφορούν το ίδιο το δίκτυο ρέουν σειριακά από σταθμό σε σταθμό. Παρόλο ότι το χαρακτηριστικό της μετάδοσης μόνο κατά τη μία κατεύθυνση ορισμένες φορές καταλογίζεται σαν μειονέκτημα, στην πραγματικότητα αυτή ακριβώς η μονόδρομη μετάδοση σε συνδυασμό με τη χρήση σκυτάλης για τον έλεγχο της προσπέλασης στο μέσο είναι που παρέχει μοναδικές ιδιότητες ανίχνευσης και διόρθωσης αστοχιών καθώς και δυνατότητα αποτελεσματικής διαχείρισης δικτύου (ring management functions). Η διακοπή της σύνδεσης σε κάποιο σημείο ανιχνεύεται άμεσα από την απώλεια σήματος στον αμέσως επόμενο σταθμό απ' αυτόν που μεταδίδει. Ο επόμενος αυτός σταθμός είναι σε θέση να πληροφορήσει όλους τους άλλους για το τι συμβαίνει, στέλνοντας ένα ειδικό πλαίσιο που περιέχει τη διεύθυνσή του και τη διεύθυνση του προηγούμενου του. Μετά από αυτά μπορεί να ξεκινήσει η διαδικασία της ανάκαμψης του δικτύου. Μάλιστα σε πολλές περιπτώσεις μπορεί να γίνει και χωρίς ανθρώπινη επέμβαση.

Με μια πρώτη ματιά θα έλεγε κανείς ότι η κυκλική τοπολογία είναι πολύ ριψοκίνδυνη από την άποψη ότι αν καταστραφεί έστω και ένα επικοινωνιακό μονοπάτι, τότε το δίκτυο είναι καταδικασμένο να διακόψει τη λειτουργία του. Για την αντιμετώπιση αυτής της αδυναμίας έχουν δημιουργηθεί λύσεις για την παράκαμψη κάποιου κλάδου ή σταθμού που παθαίνει βλάβη με αποτέλεσμα η αξιοπιστία να ανταγωνίζεται αυτή του διαδρόμου σκυτάλης. Στην πραγματικότητα η τοπολογία του κυκλικού δικτύου είναι αρκετά προσαρμοστική και ανθεκτική. Κάνοντας μία σύγκριση μεταξύ τυπικών τοπολογιών για τοπικά δίκτυα, βλέπουμε ότι η κυκλική τοπολογία είναι η μόνη που δεν διαχωρίζεται σε δύο ξεχωριστά κομμάτια σαν αποτέλεσμα διάσπασης ενός μονοπατιού. Αυτή η ιδιότητα επιτρέπει την ανάνηψη του δικτύου σε περίπτωση μιας τέτοιας διάσπασης με την προϋπόθεση βέβαια να υπάρχει και μια εναλλακτική κυκλική διασύνδεση των σταθμών για τέτοιες περιπτώσεις.

2.4.1 Επιδόσεις του δακτυλίου σκυτάλης

Ένα βασικό μειονέκτημα του δακτυλίου σκυτάλης είναι ότι το χρονικό διάστημα που είναι υποχρεωμένος να περιμένει ένας σταθμός για να αποκτήσει τη σκυτάλη και να εκπέμψει μπορεί να γίνει σχετικά μεγάλο σε μεγάλα δίκτυα αφού πρέπει να γίνει ένας πλήρης κύκλος προτού μεταδοθεί το επόμενο πλαίσιο. Αυτό μάλιστα φαίνεται πιο αδικαιολόγητο σε χαμηλά φορτία αφού δεν υπάρχει λόγος αναμονής. Από την άλλη πλευρά όλα τα δίκτυα έχουν καλές επιδόσεις, δηλαδή μικρό χρόνο προσπέλασης σε χαμηλά φορτία ώστε να έχει μικρή σημασία κάθε περαιτέρω βελτίωση. Αυτό που είναι σημαντικότερο είναι ότι έχουμε πολύ καλύτερη και εγγυημένη συμπεριφορά σε υψηλά φορτία όπου εμφανίζεται σταδιακή πτώση επιδόσεων χωρίς κατάρρευση όπως στο δίκτυο Ethernet/802.3. Συνοπτικά, το 802.5 έχει μικρή απόδοση για χαμηλά φορτία αλλά εγγυημένα σταθερή απόδοση στα υψηλά φορτία αφού ουσιαστικά όλοι οι κόμβοι στέλνουν κυκλικά (round robin).

Μάλιστα η τιμή της απόδοσης του δικτύου έχει υπολογιστεί θεωρητικά [23] και δίνεται από τον τύπο

$$n = \frac{1}{1 + a}$$

$$\text{Όπου } a = \frac{\text{transmission time}}{\text{propagation time}}$$

Transmission time : Ορίζεται ως ο χρόνος μετάδοσης ενός πακέτου από τον κόμβο

Propagation time : Ορίζεται ως ο χρόνος διάδοσης της πληροφορίας για έναν ολόκληρο κύκλο

2.5 Token Bus Network

Για λόγους πληρότητας αξίζει να αναφερθούμε στο πρότυπο IEEE802.4 Το δίκτυο αρτηρίας με κουπόνι όπως υποδηλώνει και το όνομα του είναι ένα δίκτυο αρτηρίας το οποίο χρησιμοποιεί MAC πρωτόκολλο με κουπόνι. Ο όρος κουπόνι προτιμάται του όρου σκυτάλη στο συγκεκριμένο δίκτυο. Το πρότυπο IEEE 802.4 ορίζει ένα υπόδειγμα για το φυσικό επίπεδο και το υποεπίπεδο MAC δικτύων αρτηρίας με κουπόνι. Το πρωτόκολλο βιομηχανικού αυτοματισμού (manufacturing automation protocol, MAP) της GENERAL MOTORS χρησιμοποιεί το δίκτυο αρτηρίας με κουπόνι. Το MAP χρησιμοποιείται για τη διασύνδεση αισθητήρων, εργαλείων και επεξεργαστών με άνω φράγμα στις καθυστερήσεις επικοινωνίας. Μια χαρακτηριστική διάταξη δικτύου αρτηρίας με κουπόνι φαίνεται στο σχήμα 2.14. Το σχήμα δείχνει τέσσερεις κόμβους συνδεδεμένους με ομοαξονικό καλώδιο.

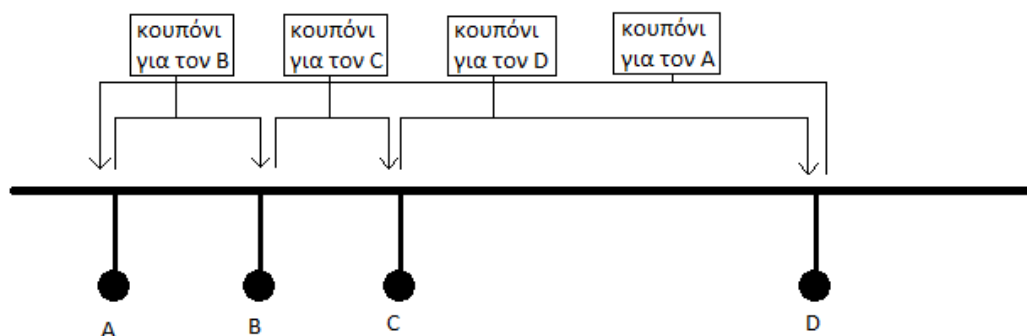
Οι κόμβοι χρησιμοποιούν ένα μηχανισμό παράδοσης του κουπονιού για να ρυθμίσουν την πρόσβαση στο καλώδιο και να αποφύγουν τις συγκρούσεις. Το σχήμα απεικονίζει ένα παράδειγμα της ακολουθίας των γεγονότων. Αρχικά, ο κόμβος A συγκρατεί το κουπόνι και μεταδίδει ένα πλαίσιο δεδομένων. Αφού έχει μεταδώσει αυτό το πλαίσιο, ο κόμβος A μεταδίδει ένα κουπόνι με διεύθυνση προορισμού το B. Το κουπόνι είναι ένα μικρό πλαίσιο που αναγνωρίζεται ως κουπόνι από την τιμή του πεδίου ελέγχου πρόσβασης, όπως σε δακτύλιο με κουπόνι. Όλοι οι κόμβοι στο δίκτυο βλέπουν το κουπόνι και αναγνωρίζουν ότι προορίζεται για τον B. Ο κόμβος B μεταδίδει πρώτα το πλαίσιο δεδομένων του και μετά το κουπόνι με διεύθυνση προορισμού τον C. Ύστερα ο κόμβος C ακολουθεί την ίδια διαδικασία μέχρι να ξαναφτάσει η σειρά του A και οι μεταδόσεις συνεχίζουν κυκλικά. Ένα πρόβλημα που ανακύπτει στο δίκτυο token bus είναι πώς ο διαχειριστής του δικτύου προσθέτει ή αφαιρεί ένα κόμβο. Στην περίπτωση αυτή το πρόβλημα είναι διαφορετικό σε σχέση με το token ring στο οποίο κάθε σύνδεση είναι ενεργητική και ο δακτύλιος παύει να λειτουργεί σε περίπτωση που κάποιος κόμβος αποσυνδεθεί. Οι κόμβοι στο token bus είναι ενεργητικοί ή παθητικοί. Ένας παθητικός κόμβος δε συμμετέχει στις επικοινωνίες και μπορεί να θεωρηθεί ως αποσυνδεδεμένος από την αρτηρία. Κάθε ενεργητικός κόμβος χρειάζεται να γνωρίζει τον επόμενο του προκειμένου να μπορεί να του στείλει το κουπόνι.

Πρέπει λοιπόν με την εισαγωγή ή την αφαίρεση ενός κόμβου, ο διαχειριστής να μεταβάλλει τον επόμενο ενός κόμβου. Η διαδικασία αυτή επιτυγχάνεται με τον ακόλουθο μηχανισμό. Περιοδικά και μόνον όταν έχει το κουπόνι, κάθε κόμβος στέλνει ένα ειδικό πακέτο που ονομάζεται SAS (Solicit A Successor, αναζητώ τον επόμενο). Κάθε κόμβος που επιθυμεί να καταστεί ενεργητικός μπορεί να απαντήσει αμέσως μόλις μεταδοθεί το SAS. Αν δεν απαντήσει κανένας κόμβος, τότε οι κόμβοι συνεχίζουν την κανονική λειτουργία τους. Αν απαντήσει κάποιος κόμβος στο SAS, τότε οι άλλοι κόμβοι μεταβάλλουν το προηγούμενο και τον επόμενό τους κατάλληλα ώστε να εισαχθεί ο νέος κόμβος. Σε περίπτωση που παραπάνω από ένας κόμβοι απαντήσουν στο SAS τότε οι μεταδόσεις τους θα συγκρουστούν. Η σύγκρουση επιλύεται όπως στο CSMA/CD δηλαδή οι κόμβοι καθυστερούν για τυχαίο χρονικό διάστημα και επανεκπέμπουν μέχρι να εισέλθουν στο δίκτυο.

Αντίστοιχα όταν ένας κόμβος επιθυμεί να βγει από το δίκτυο τότε περιμένει να πάρει το κουπόνι και εκπέμπει ειδικό μήνυμα (I want out). Οι υπόλοιποι κόμβοι ενημερώνουν τον επόμενο και τον προηγούμενό τους με την ίδια λογική. Οι υπόλοιπες περιπτώσεις λαθών ή βλαβών αντιμετωπίζονται κατά βάση όπως και το token ring καθώς και η δομή των πλαισίων είναι πανομοιότυπη. Όσο για την απόδοση του token bus δίνεται από τον τύπο

$$n = \frac{1}{1 + \frac{a}{N}}$$

Το a ορίσθηκε στην προηγούμενη ενότητα και N είναι ο αριθμός των κόμβων.



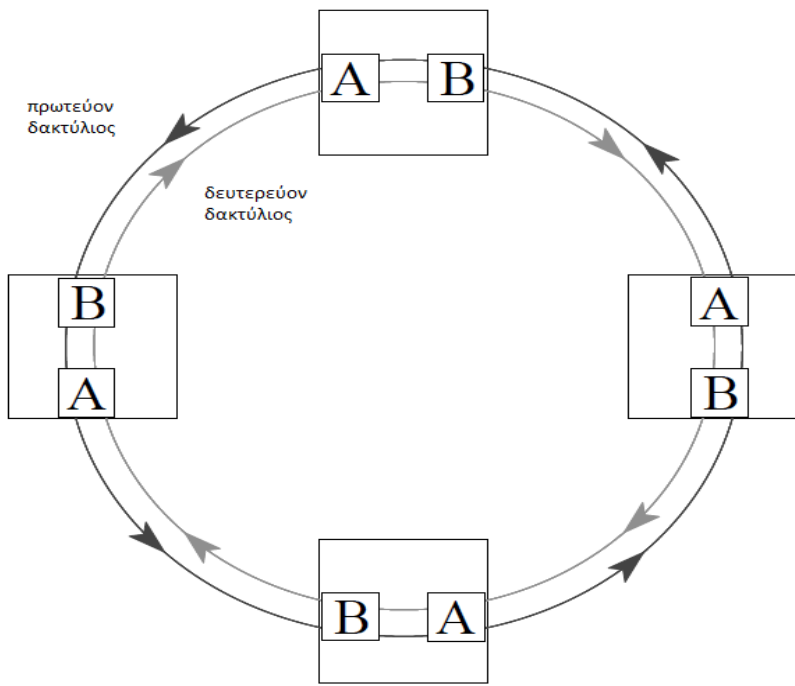
Εικόνα 2.14 Δίκτυο Token Bus

Συμπερασματικά μπορούμε να πούμε ότι όταν τυποποιήθηκαν τα τρία πρότυπα τοπικών δικτύων το κάθε ένα είχε κάποια σημεία υπεροχής έναντι των άλλων. Το 802.3 υπερείχε σε περιβάλλον που απαιτεί πολύ χαμηλό κόστος και δεν επηρεάζεται ιδιαίτερα από τη μη εγγυημένη επίδοση σε υψηλά φορτία, όπως είναι συνήθως το περιβάλλον γραφείου. Το 802.4 είναι ακριβότερο αλλά έχει εγγυημένη συμπεριφορά σε οποιοσδήποτε συνθήκες. Προτιμάται σε βιομηχανικό περιβάλλον όπου μία αστοχία μπορεί να έχει συνέπειες πολλαπλάσιες του κόστους του δικτύου (πχ χαλυβουργία). Έτσι δεν είναι τυχαίο ότι υιοθετήθηκε σαν το MAC για το πρωτόκολλο MAP (Manufacturing Automation Protocol) της General Motors. Τέλος το 802.5 είναι κάτι ενδιάμεσο, με αξιοπιστία που μπορεί να φθάσει αυτή του διαδρόμου σκυτάλης εάν χρησιμοποιηθεί διάταξη ενός κέντρου καλωδίωσης με συσκευές παράκαμψης (by-pass) αλλά κυρίως είναι για γραφεία με υψηλότερες απαιτήσεις σε επίδοση που κάνουν αποδεκτό το υψηλότερο κόστος έναντι του Ethernet.

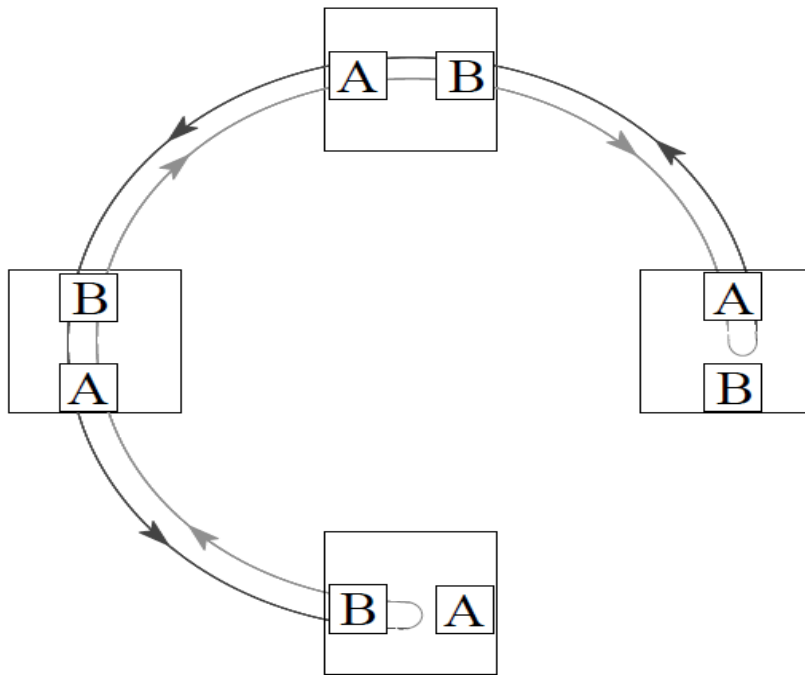
2.6 FDDI

Φυσική εξέλιξη του token ring αποτελεί το δίκτυο διεπαφής Κατανεμημένων Δεδομένων με Οπτική Ίνα γνωστό ως **FDDI** (Fiber Distributed Data Interface) το οποίο είναι δίκτυο με διπλό δακτύλιο οπτικής ίνας, τέτοιο ώστε ο καθένας δακτύλιος να μεταδίδει σε αντίθετη κατεύθυνση και ρυθμό μετάδοσης 100 Mbps. Το δίκτυο αυτό προτάθηκε το 1986 και τα πρώτα ολοκληρωμένα κυκλώματα εμφανίστηκαν το 1987. Το FDDI [24] τείνει να αντικαθιστά το Ethernet στην διασύνδεση ταχέων σταθμών εργασίας και τοπικών δικτύων ωστόσο χρησιμοποιείται εξίσου αποδοτικά και σε μητροπολιτικά δίκτυα. Το FDDI συνδέει μέχρι και 500 κόμβους με μέγιστο μήκος ινών 200 km. Η απόσταση μεταξύ διαδοχικών κόμβων δεν μπορεί να ξεπεράσει τα 2 km. Κάθε κόμβος του FDDI έχει δυο πύλες. Στην πύλη A εισέρχεται ο κύριος δακτύλιος και εξέρχεται ο δευτερεύων δακτύλιος ενώ το αντίστροφο συμβαίνει στην πύλη B (βλ. εικόνα 2.15).

Η διασύνδεση των κόμβων γίνεται με αυτή τη μέθοδο προκειμένου να διασφαλιστεί η λειτουργία του δικτύου ακόμα και σε περίπτωση διακοπής της σύνδεσης σε κάποιο σημείο του πρωτεύοντος δακτυλίου. Σε περίπτωση που συμβεί η διακοπή της ίνας τότε ο κόμβος ενεργοποιεί το δευτερεύοντα δακτύλιο και η σύνδεση των κόμβων μετασχηματίζεται όπως φαίνεται στην εικόνα 2.16 με αποτέλεσμα να μην διακόπτεται η λειτουργία του δικτύου.



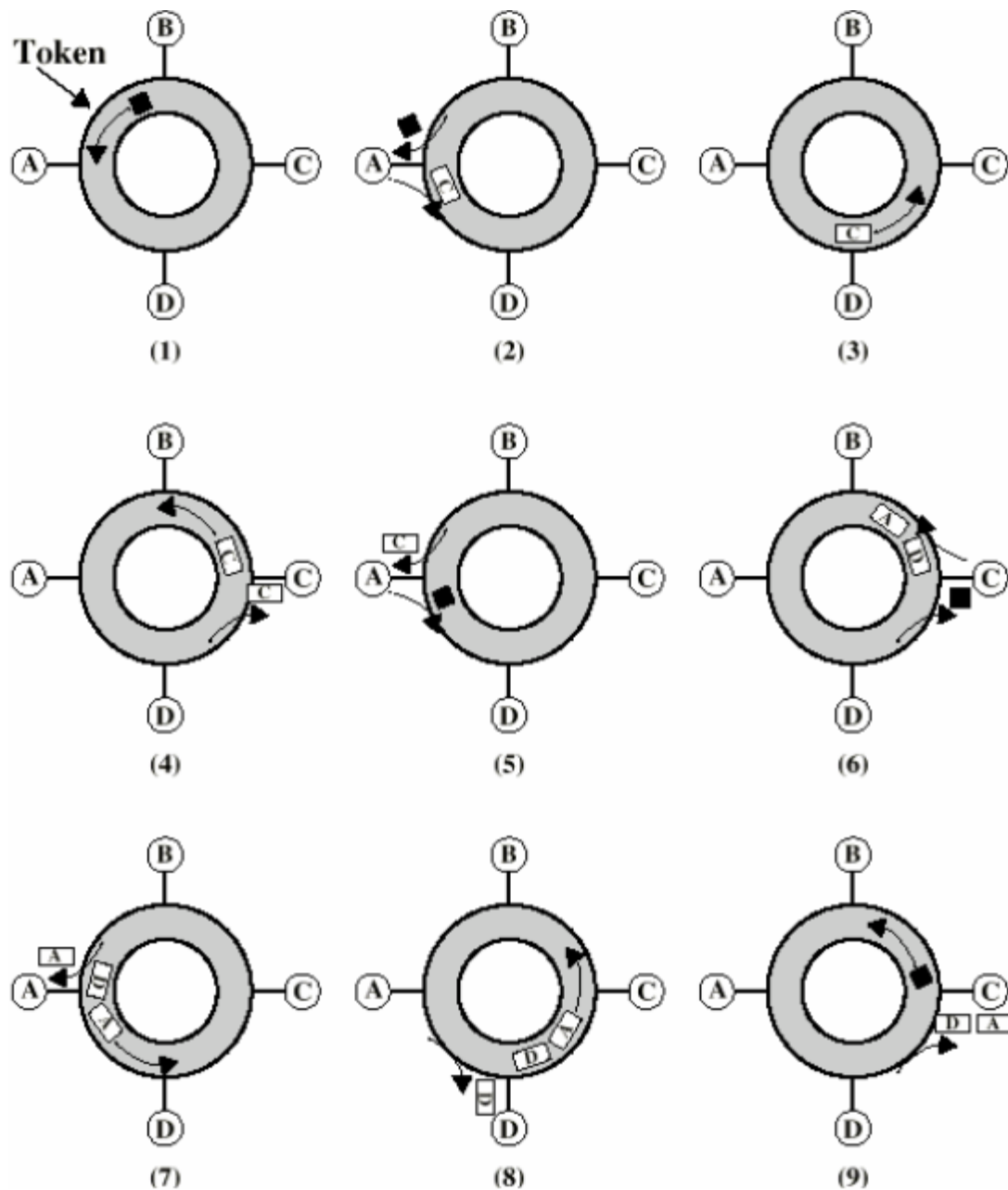
Εικόνα 2.15 : Δίκτυο FDDI



Εικόνα 2.16 : Δίκτυο FDDI σε περίπτωση διακοπής της σύνδεσης στον πρωτεύον δακτύλιο

Η λειτουργία του FDDI βασίζεται στο πρωτόκολλο token ring IEEE802.5. Η σκυτάλη περνά κυκλικά από όλους τους κόμβους του δικτύου. Όταν ένας κόμβος επιθυμεί να στείλει περιμένει τη σκυτάλη αλλάζει ένα bit προκειμένου να την καταλάβει και προσαρτά τα δεδομένα του. Το πλαίσιο κάνει τον κύκλο και αποσύρεται από το σταθμό που το μετέδωσε και στη συνέχεια εισάγει νέα σκυτάλη. Ωστόσο, υπάρχει μια βασική διαφορά ανάμεσα στο FDDI και το 802.5. Συγκεκριμένα το 802.5 χρησιμοποιεί το rar token ring ενώ το FDDI χρησιμοποιεί rat token ring. Συγκεκριμένα στο rar token ring όταν ένας κόμβος επιθυμεί να στείλει δεδομένα περιμένει να βρει τη σκυτάλη ελεύθερη τη δεσμεύει και στη θέση της στέλνει το πακέτο του. Καθώς το σήμα της πληροφορίας διασχίζει το δίκτυο περνάει από τον κόμβο για τον οποίο προορίζεται το πακέτο ο οποίος το αντιγράφει. Όταν ολοκληρώσει μια πλήρη περιστροφή και φτάσει στον κόμβο αποστολέα τότε το πακέτο αποσύρεται και η σκυτάλη ελευθερώνεται προκειμένου να την χρησιμοποιήσει ο επόμενος κόμβος (βλ. εικόνα 2.17).

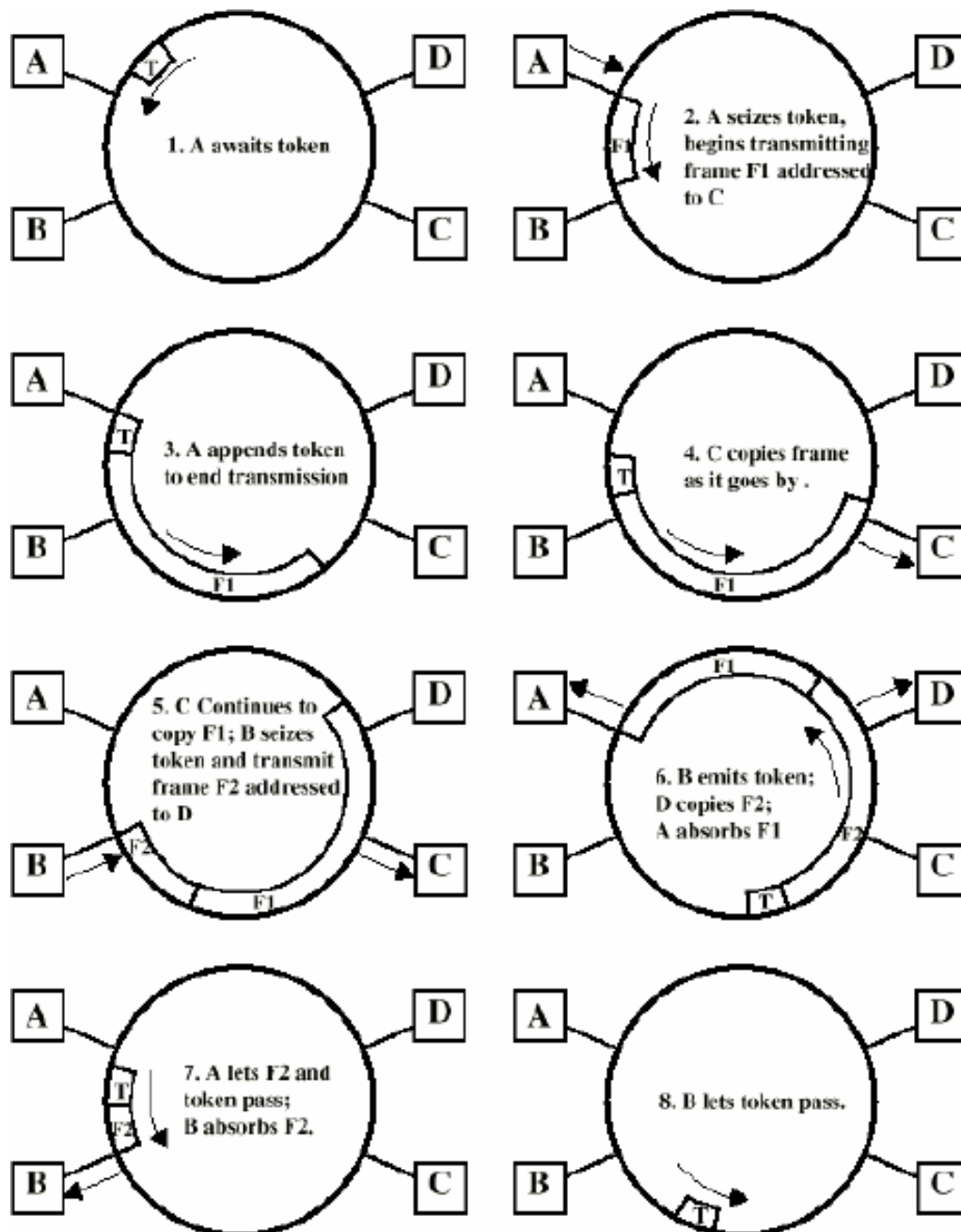
Στην περίπτωση του rat token ring που χρησιμοποιεί το FDDI για να στείλει κάποιος κόμβος δεν είναι απαραίτητο η σκυτάλη να είναι ελεύθερη. Συγκεκριμένα, όταν ο κόμβος επιθυμεί να στείλει περιμένει τη σκυτάλη. Μόλις δεσμεύσει τη σκυτάλη, μεταδίδει το πακέτο ή τα πακέτα που θέλει σε προκαθορισμένα FDDI frames και στο τέλος της μετάδοσης μεταδίδει και τη σκυτάλη. Καθώς το σήμα φτάνει στον επόμενο κόμβο ως γνωστόν αναπαράγεται δηλαδή ο κόμβος ξαναστέλνει το FDDI frame και πριν μεταδώσει τη σκυτάλη μεταδίδει, τα δικά του πακέτα και στο τέλος τη σκυτάλη. Η ίδια διαδικασία ακολουθείται από όλους τους κόμβους. Τα πακέτα αποσύρονται από τον αποστολέα με την ίδια διαδικασία όπως και στο rat token ring. Για να γίνει πιο κατανοητή η διαδικασία χρησιμοποιείται το ακόλουθο παράδειγμα (βλ. εικόνα 2.17) [23]



Εικόνα 2.17 : Λειτουργία δικτύου *rar token ring* το οποίο χρησιμοποιείται από το πρότυπο *IEEE 802.5* [23]

Όπως φαίνεται και στην εικόνα ο κόμβος A λαμβάνει την ελεύθερη σκυτάλη. Μεταδίδει το frame F1 και σύμφωνα με τον παραπάνω αλγόριθμο στο τέλος του frame μεταδίδει και τη σκυτάλη. Καθώς το σήμα φτάνει στον κόμβο B λαμβάνει και αναμεταδίδει το frame F1, στη συνέχεια μεταδίδει το δικό του frame F2 και το τέλος τη σκυτάλη.

Οι προορισμοί των frames δεν παίζουν κάποιο ρόλο διότι έτσι και αλλιώς τα frame αποσύρονται από τους αποστολείς τους, το μόνο που κάνουν οι προορισμοί είναι να λαμβάνουν και απλά να κρατούν ένα αντίγραφο πριν αναμεταδώσουν το frame. Το πλαίσιο κινείται μέσα στο δακτύλιο μέχρι να ξαναφτάσει στον κόμβο A ο οποίος αποσύρει το frame F1. Ομοίως, ο κόμβος B αποσύρει το frame F2 και η σκυτάλη παραμένει ελεύθερη για τον επόμενο κόμβο.



Εικόνα 2.18 : Λειτουργία δικτύου rat token ring το οποίο χρησιμοποιείται από το πρότυπο FDDI [23]

Το πρωτόκολλο rat token ring έχει επίσης μελετηθεί εκτενώς και έχει υπολογιστεί θεωρητικό μοντέλο σύμφωνα με το οποίο η τιμή της απόδοσης του δικτύου δίνεται από τον τύπο

$$n = \frac{1}{1 + \frac{a}{N}}$$

Το a ορίσθηκε στην προηγούμενη ενότητα και N είναι ο αριθμός των κόμβων.

Όπως γίνεται αντιληπτό το rat token ring έχει πολύ καλύτερες επιδόσεις από το gar token ring διότι πολύ απλά επιτυγχάνει αισθητά πιο αποδοτική επαναχρησιμοποίηση της σκυτάλης αφού δεν είναι απαραίτητο να ολοκληρώσει μια πλήρη περιστροφή προκειμένου να στείλει ο επόμενος κόμβος. Φυσικά η υλοποίηση του rat token ring είναι άρρηκτα συνδεδεμένη με το χρησιμοποιήση των οπτικών ινών. Το rat token ring (802.5) χρησιμοποιεί ως φυσικό μέσο θωρακισμένα στριμμένα ζευγάρια καλωδίων του οποίου η χωρητικότητα μπορεί να φτάσει μόλις μερικά Mbrps γεγονός που συνεπάγεται πως ο αριθμός των bit που χωρούν στο δακτύλιο είναι πολύ λίγα, μόλις μερικές δεκάδες. Αντίθετα, το rat token ring (FDDI) χρησιμοποιεί ως φυσικό μέσο οπτική ίνα της οποίας η χωρητικότητα είναι απείρως μεγαλύτερη, με αποτέλεσμα τα bit που χωρούν στο δακτύλιο να είναι πολύ περισσότερα και να γίνεται δυνατή η υλοποίηση του FDDI.

2.7 WDM multi token ring

Με την εξέλιξη του WDM το πρωτόκολλο δακτυλίου με σκυτάλη προσαρμόστηκε σε πολυδιαυλικά συστήματα στα οποία υπάρχει μια σκυτάλη σε κάθε κανάλι. Η ύπαρξη πολλαπλών σκυταλών κάνει εφικτή την ταυτόχρονη μετάδοση δεδομένων από πολλούς κόμβους και μάλιστα σύμφωνα με το [26] αποδείχτηκε ότι οι πολλαπλές σκυτάλες αποδίδουν καλύτερα σε σχέση με τη μια και μάλιστα η αύξηση της απόδοσης του δικτύου είναι συνάρτηση του αριθμού των καναλιών.

Φυσικά, η ύπαρξη πολλών καναλιών δημιουργεί περαιτέρω ανάγκες για μηχανισμούς πρόσβασης στο δίαυλο αλλά και διαιτησίας μεταξύ των κόμβων. Στο [25] προτάθηκε το multi token interarrival time access protocol (MTIT) ως κατάλληλο πρωτόκολλο για να χρησιμοποιηθεί σε WDM δακτυλίους. Προτείνει τη χρήση W καναλιών για μετάδοση δεδομένων και ενός ως δίαυλο ελέγχου (control channel). Ο δίαυλος ελέγχου χρησιμοποιείται για έλεγχο πρόσβασης στους διαύλους από τους κόμβους αλλά και διαχείριση του δακτυλίου. Η αρχιτεκτονική κόμβου είναι $FR^{W+1} FT^{W+1}$ που σημαίνει πως όλοι οι κόμβοι έχουν ένα fixed receiver και ένα fixed transmitter για κάθε κανάλι. Όπως και στις περισσότερες περιπτώσεις έτσι και σε αυτή η λογική τοπολογία του δικτύου είναι πλήρως καταναμημένη γεγονός που μας επιτρέπει τα κανάλια να λειτουργούν ανεξάρτητα μεταξύ τους.

Η πρόσβαση στα κανάλια καθορίζεται από το MTIT πρωτόκολλο σύμφωνα με τον ακόλουθη μεθοδολογία. Σε κάθε κανάλι αντιστοιχεί μια σκυτάλη η οποία κυκλοφορεί στο δίαυλο ελέγχου, έτσι στο δίαυλο ελέγχου κυκλοφορούν W σκυτάλες. Για να στείλει κάποιος κόμβος σε κάποιο κανάλι αρκεί να έχει τη σκυτάλη που αντιστοιχεί, μάλιστα κάθε φορά που κρατάει τη σκυτάλη μπορεί να στείλει περισσότερα από ένα πακέτα. Ο χρόνος που κάθε κόμβος μπορεί να κρατήσει μια σκυτάλη καθορίζεται από δυο μεγέθη το target token inter-arrival time (TTIT) και το token inter-arrival time (TIAT). Το TTIT είναι προκαθορισμένο και έχουν συμφωνήσει για την τιμή του όλοι οι κόμβοι του δικτύου ενώ το TIAT ορίζεται ως ο χρόνος μεταξύ δυο διαδοχικών αφίξεων σκυταλών σε ένα κόμβο. Μόλις η σκυτάλη φτάσει στον κόμβο μπορεί να την κρατήσει και κατά επέκταση να στέλνει δεδομένα για χρόνο ίσο με $TTIT - TIAT$. Όταν ο κόμβος εξαντλήσει αυτό το χρονικό διάστημα είναι υποχρεωμένος να ελευθερώσει τη σκυτάλη μόλις τελειώσει τη μετάδοση του τρέχοντος πακέτου. Φυσικά, σε περίπτωση που δεν έχει άλλα πακέτα προς μετάδοση μπορεί να ελευθερώσει τη σκυτάλη πριν εκπνεύσει ο χρόνος ενώ αν ο χρόνος είναι αρνητικός κατά την άφιξη της σκυτάλης τότε θεωρείται πως έχει καθυστερήσει και δεν μπορεί να την καταλάβει προκειμένου να εκπέμψει. Να σημειωθεί ότι για τα εκπεμπόμενα πακέτα ισχύει πολιτική source stripping δηλαδή ο κόμβος αποστολέας είναι υπεύθυνος να αποσύρει το πακέτο από το δίαυλο.

Το βασικό πλεονέκτημα του πρωτοκόλλου είναι ότι κάθε κόμβος μπορεί να εκπέμπει ταυτόχρονα σε περισσότερα από ένα κανάλια αρκεί να έχει στην κατοχή του τις αντίστοιχες σκυτάλες.

Με βάση το συγκεκριμένο μηχανισμό η κατανομή των σκυταλών στο δακτύλιο τείνει να είναι ομοιόμορφη διότι σε περίπτωση που δυο σκυτάλες πλησιάσουν μεταξύ τους ο χρόνος ΤΙΑΤ θα μειωθεί με αποτέλεσμα η δεύτερη σκυτάλη να κρατείται από τους κόμβους για μεγαλύτερη χρονικό διάστημα φυσικά υπό την προϋπόθεση ότι έχουν πακέτα προς μετάδοση. Με αυτό τον τρόπο η απόσταση μεταξύ των σκυταλών επανέρχεται στη βέλτιστη τιμή της. Επιπλέον, το πρωτόκολλο υποστηρίζει πακέτα πολλαπλών μεγεθών κάτι που δύσκολα επιτυγχάνεται σε slotted πρωτόκολλα όπως το Hornet. Από την άλλη, το πρωτόκολλο απαιτεί ο αριθμός των κόμβων να είναι ίσος με τον αριθμό των καναλιών ($N=W$) γεγονός δύσκολο εφικτό σε μητροπολιτικά δίκτυα. Φυσικά δεν πρέπει να παραλειφθεί το γεγονός πως από τη στιγμή που υπάρχει σκυτάλη απαιτείται επεξεργασία η οποία δεν μπορεί να γίνει σε οπτικό επίπεδο. Άρα το οπτικό σήμα του διαύλου ελέγχου είναι απαραίτητο να μετατρέπεται σε ηλεκτρικό γεγονός που οδηγεί σε ανεπιθύμητες καθυστερήσεις. Τέλος η απόδοση του δικτύου είναι άρρηκτα συνδεδεμένη με την τιμή του ΤΤΙΤ. Ο υπολογισμός της βέλτιστης τιμής του ΤΤΙΤ δεν είναι ιδιαίτερα απλός καθώς η αύξηση ή μείωση των ενεργών κόμβων του δικτύου επηρεάζει σημαντικά και μέχρι στιγμής δεν έχει επιτευχθεί ο αυτόματος επανυπολογισμός του βέλτιστου ΤΤΙΤ χωρίς να απαιτείται ανθρώπινη παρέμβαση.

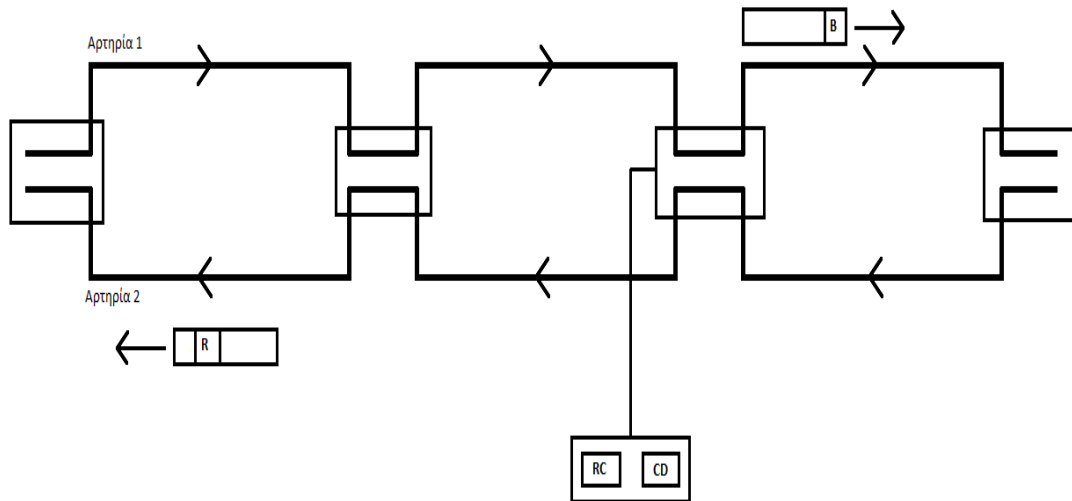
2.8 DBDQ

Το DBDQ (διπλή αρτηρία κατανεμημένης ουράς, distributed queue dual bus) έχει επιλεγεί από την ομάδα εργασίας IEEE 802.6 ως το πρότυπο των μητροπολιτικών δικτύων. Το διάγραμμα ενός δικτύου DBDQ απεικονίζεται στην εικόνα 2.19. Το DBDQ δημιουργήθηκε για να συνδέσει τοπικά δίκτυα και να παράσχει μεταδόσεις υψηλής ταχύτητας και μικρής καθυστέρησης για εφαρμογές γραφικών κινούμενης εικόνας.

Το πρότυπο DBDQ προσδιορίζει το MAC υποεπίπεδο και η δομή πλαισίου του είναι ίδια με εκείνη του ATM. Βασικός του στόχος είναι οι κόμβοι να μεταδίδουν τα πακέτα στη σειρά με την οποία φτάνουν στο MAC επίπεδο και η λειτουργία του έχει ως εξής. Κάθε κόμβος είναι προσαρμοσμένος σε δύο μονόφορες οπτικές ίνες, τις οποίες ονομάζουμε αρτηρία 1 και αρτηρία 2. Αξίζει να σημειωθεί πως ο όρος αρτηρία δεν είναι ιδιαίτερα κατάλληλος, αφού οι κόμβοι συνδέονται με συνδέσεις σημείο προς σημείο. Οι λειτουργίες των δυο αρτηριών είναι συμμετρικές. Ο αριστερότερος κόμβος στην αρτηρία 1 παρέχει πλαίσια των 53 bytes. Τα πλαίσια περιέχουν δυο ειδικά bits : το bit απασχόλησης (busy bit – B) και το bit αίτησης (request bit – R). Το bit απασχόλησης είναι 1 όταν το πλαίσιο είναι απασχολημένο, δηλαδή, όταν μεταφέρει δεδομένα ενώ έχει την τιμή 0 όταν δε μεταφέρει δεδομένα. Κάθε κόμβος είναι εξοπλισμένος με δυο μετρητές, τον CD (Count Down – Μέτρηση προς τα κάτω) και τον RC (Request Counter – Μετρητής αιτήσεων). Όταν κάποιος κόμβος έχει ένα πακέτο έτοιμο για μετάδοση στην αρτηρία 1, εκδίδει μια αίτηση θέτοντας το bit R ίσο με 1 σε ένα πλαίσιο αρτηρίας 2, το οποίο έφτασε στον κόμβο με R=0. Κάθε κόμβος ελέγχοντας το μετρητή RC γνωρίζει πόσες αιτήσεις έγιναν από κόμβους στα δεξιά του και είναι ακόμα εκκρεμείς. Για να γνωρίζει αυτό τον αριθμό, αυξάνει το RC κατά μια μονάδα όταν βλέπει ένα bit αίτησης R ίσο με 1 στην αρτηρία 2 και μειώνει το RC κατά ένα όταν βλέπει ένα κενό πλαίσιο στην αρτηρία 1. Το άδειο πλαίσιο θα χρησιμοποιηθεί από κάποιο κόμβο στα δεξιά για να ικανοποιήσει μια αίτηση που εκκρεμεί.

Επιπλέον, κάθε κόμβος ελέγχει το μετρητή RC για να μαθαίνει τον αριθμό των αιτήσεων που έγιναν από κόμβους που βρίσκονται στα δεξιά του πριν πάρει το πακέτο για να μεταδώσει και που είναι ακόμα εκκρεμείς. Για να επιτευχθεί αυτό ο κόμβος θέτει $RC=CD$ όταν φτάνει πακέτο προς μετάδοση και μειώνει το CD κατά μια μονάδα όποτε βλέπει ένα κενό πλαίσιο στην αρτηρία 1. Όταν το CD φτάσει στο μηδέν, ο κόμβος υποθέτει πως όλες οι εκκρεμείς αιτήσεις που έγιναν πριν εκείνος πάρει το προς μετάδοση πακέτο έχουν ικανοποιηθεί και μετά περιμένει το επόμενο άδειο πλαίσιο από την αρτηρία 1. Σε αυτό ο κόμβος μεταδίδει όλες τις πληροφορίες του αφού το σημειώσει ως απασχολημένο θέτοντας το bit B ίσο με το 1.

Η διαδικασία που ακολουθείται προκειμένου να μεταδώσει ένας κόμβος στην αρτηρία 2 είναι ακριβώς η συμμετρική της διαδικασίας που περιγράψαμε.



Εικόνα 2.19 : Διάγραμμα δικτύου DBDQ

Αξίζει να σημειωθεί ότι τα πακέτα μεταδίδονται σχεδόν στη σειρά με την οποία καθίστανται διαθέσιμα προς μετάδοση, έτσι ώστε το πρωτόκολλο MAC ουσιαστικά υλοποιεί μια δομή ουράς FIFO (First In First Out), αν και η ουρά κατανέμεται στους διάφορους κόμβους. Ας σημειωθεί επίσης πως όταν όλοι οι κόμβοι έχουν πάντα πακέτα να στείλουν, τα πλαίσια από ένα σημείο και μετά είναι όλα απασχολημένα. Συνεπώς η απόδοση του πρωτοκόλλου MAC πλησιάζει το 100%. Διαφορετικές προτεραιότητες μπορούν να υλοποιηθούν με το να υπάρχουν διαφορετικά bits B και R και διαφορετικοί μετρητές για την καθεμιά τους.

Το πρωτόκολλο MAC του DBDQ είναι κάπως άδικο εξαιτίας της τοπολογίας του δικτύου. Για παράδειγμα, αν κάθε κόμβος έχει να μεταδώσει σε καθένα από τους κόμβους τον ίδιο όγκο δεδομένων, τότε οι κόμβοι που βρίσκονται στη μέση των αρτηριών καταφέρνουν να μεταδίδουν συχνότερα από τους κόμβους στα άκρα των αρτηριών.

Πράγματι, ένας κόμβος που βρίσκεται στη μέση του δικτύου καταφέρνει να μεταδώσει τα μισά πακέτα του σε κάθε αρτηρία και ανταγωνίζεται μόνο τους μισούς από τους άλλους κόμβους. Οι κόμβοι στα άκρα της αρτηρίας ανταγωνίζονται όλους τους άλλους κόμβους και μπορούν να μεταδώσουν μόνο σε μια μόνο αρτηρία. Προκειμένου να διορθωθεί αυτή η αδικία, το πρωτόκολλο μπορεί να τροποποιηθεί ως εξής : Ο διαχειριστής του δικτύου επιλέγει μια παράμετρο F για κάθε κόμβο. Το πρωτόκολλο MAC κάθε κόμβου τον εμποδίζει να μεταδώσει σε F διαδοχικά πλαίσια. Δηλαδή, όταν ο κόμβος λάβει το F – οστό διαδοχικό άδειο πλαίσιο, αφήνει το πλαίσιο να περάσει χωρίς να το χρησιμοποιήσει. Ο κόμβος χρειάζεται έναν επιπρόσθετο μετρητή για να ελέγχει τον αριθμό των δικών του διαδοχικών μεταδόσεων. Ο κόμβος επαναφέρει το μετρητή στο μηδέν όταν δεν χρησιμοποιεί ένα πλαίσιο. Με μεγαλύτερη τιμή του F διευκολύνει την πρόσβαση του κόμβου στην αρτηρία. Έτσι, ο διαχειριστής του δικτύου μπορεί να διορθώσει την παρατηρηθείσα αδικία του δικτύου DBDQ με την κατάλληλη επιλογή των τιμών του F για τους διάφορους κόμβους.

ΚΕΦΑΛΑΙΟ 3

ΑΡΧΙΤΕΚΤΟΝΙΚΗ ΚΑΙ ΛΕΙΤΟΥΡΓΙΑ ΤΟΥ ΠΡΟΤΕΙΝΟΜΕΟΥ ΚΟΜΒΟΥ

3.1 Εισαγωγή

Έχοντας μελετήσει στην προηγούμενη ενότητα πληθώρα πρωτοκόλλων σχεδιασμένα για μητροπολιτικά δίκτυα στην ενότητα αυτή προτείνεται και αναλύεται μια καινοτομική αρχιτεκτονική για την υλοποίηση σύγχρονων μητροπολιτικών δικτύων. Η ιδέα έχει ως βάση την αρχιτεκτονική Hornet[14] και είναι επηρεασμένη από τη διάταξη $FR^W FT$ [21]. Η αρχιτεκτονική κόμβου που προτείνεται σε αυτή την εργασία είναι με ένα fixed receiver και W fixed transmitters δηλαδή όσους και ο αριθμός των καναλιών ($FR FT^W$). Η τεχνική αυτή όπως προαναφέρθηκε αποτελεί ουσιαστικά μια τροποποίηση του Hornet αφού η βασική διαφοροποίηση του είναι η αντικατάσταση του tunable transmitter που προτείνεται στο Hornet από αριθμό fixed transmitters ίσο με τον αριθμό των καναλιών στη βαθμίδα Smart Add. Μια τέτοια αντικατάσταση με μια πρώτη ματιά μοιάζει να έχει υψηλό κόστος σε περίπτωση αναβάθμισης του δικτύου επειδή απαιτούνται περισσότεροι transmitters σε περίπτωση αύξησης του αριθμού των καναλιών και απαιτείται επανασχεδιασμός του δικτύου καθώς και των υποφερουσών συχνοτήτων. Παρόλα αυτά, η λογική σχεδίασης του Hornet που προτείνεται στη παρούσα εργασία αφορά μικρό αριθμό καναλιών επομένως δεν επηρεάζεται σημαντικά το κόστος. Επιπλέον, η αντικατάσταση λύνει πολλά δυσεπίλυτα προβλήματα του Hornet τόσο σε δικτυακό όσο και σε επίπεδο hardware.

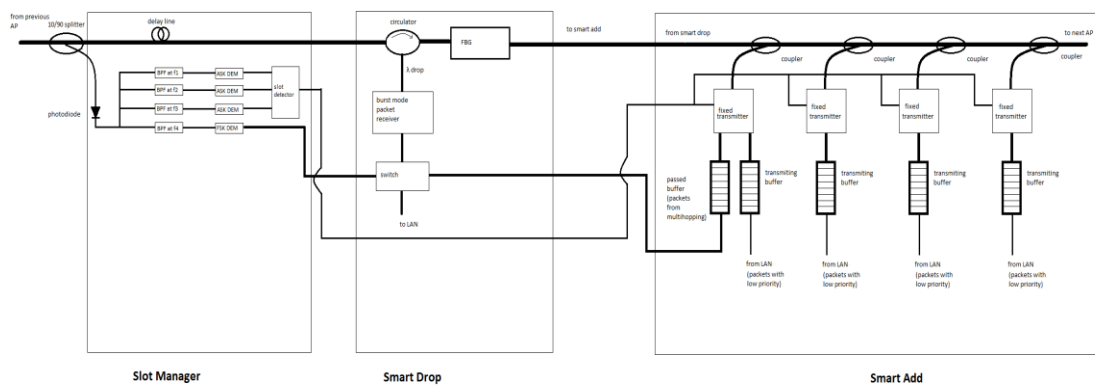
Ένα από τα πρώτα προβλήματα που αντιμετώπισαν οι εμπνευστές και δημιουργοί του Hornet είναι η δυσκολία υλοποίησης ενός fast tunable transmitter καθώς για την καλή λειτουργία του δικτύου είναι εξαιρετικά κρίσιμο ο χρόνος που απαιτείται προκειμένου να συντονιστεί ο πομπός να είναι αμελητέος σε σχέση με το χρόνο μετάδοσης ενός πακέτου. Ειδικά από τη στιγμή που οι χωρητικότητες των διαύλων των MAN είναι τεράστιες, της τάξεως των Gbps και τα πακέτα που προωθούνται από τα τοπικά δίκτυα στους AP είναι σχετικά μικρού μήκους, Ethernet (12.000 bits) αν πρόκειται για κλασικό LAN ή ATM (48 bytes) αν πρόκειται για δίκτυο διανομής βασισμένο σε σύγχρονη τεχνολογία, οι χρόνοι μετάδοσης είναι της τάξεως των λίγων microsecond. Συνεπώς είναι απαραίτητο οι πομποί να μπορούν να συντονίζονται σε χρόνους τάξης nanosecond. Ωστόσο, τα τελευταία χρόνια η ανάπτυξη του οπτικού hardware είναι εκρηκτική και η υλοποίηση μιας τέτοια συσκευής είναι πλέον πραγματικότητα. Εκτός όμως από την υλοποίηση του Hornet από τεχνικής άποψης, υπήρξαν πολλά προβλήματα με τη διαιτησία των πακέτων στον κόμβο καθώς και με τη δικαιοσύνη μεταξύ των κόμβων του δικτύου. Στα [15],[16],[17] μελετήθηκαν διάφορες τεχνικές για την επίλυση των προβλημάτων και αναπτύχθηκαν αλγόριθμοι οι οποίοι πράγματι τα αντιμετωπίζουν με μεγάλη επιτυχία αλλά υπάρχει ένα σημαντικό μειονέκτημα σε όλα αυτά τα εγχειρήματα. Αυξάνουν αισθητά την πολυπλοκότητα γεγονός που ως γνωστόν οδηγεί τόσο σε αύξηση του κόστους όσο και των χρόνων επεξεργασίας προκαλώντας αύξηση στην καθυστέρηση και κατά επέκταση χειρότερη ποιότητα υπηρεσίας. Το interface που προτείνεται λύνει όλα τα παραπάνω προβλήματα χωρίς επιπλέον πολυπλοκότητα. Το βασικό του πλεονέκτημα είναι ότι ένας κόμβος μπορεί να στείλει περισσότερα από ένα πακέτα σε κάθε multi data slot εφόσον είναι διαθέσιμο το slot σε κάθε κανάλι. Για την ακρίβεια όπως θα αναλυθεί και στη συνέχεια είναι βέβαιο ότι θα στείλει τουλάχιστον ένα πακέτο, σε περίπτωση που έχει προφανώς. Να σημειωθεί πως multi data slot ονομάζουμε μια συστοιχία από W slots, αριθμός ίσος με τον αριθμό καναλιών, τα οποία καταφθάνουν ταυτόχρονα στον κόμβο από τα W διαφορετικά κανάλια του διαύλου.

Βασικό ρόλο στη απλότητα της διάταξης παίζει το γεγονός ότι δεν χρειάζεται μηχανισμός για να επιλέγεται ποιο πακέτο θα στείλει ο κόμβος σε περίπτωση που παραπάνω από ένα κανάλια είναι διαθέσιμα στο εκάστοτε multi data slot που καταφθάνει. Με βάση το πρωτόκολλο, στέλνει σε όλα τα διαθέσιμα κανάλια σύμφωνα με την επεξεργασία των υποφερουσών που γίνεται στο slot manager. Αυτό δεν θα μπορούσε να επιτευχθεί με ένα tunable transmitter αλλά μόνο με παραπάνω του ενός fixed transmitters. Επιπλέον, η ύπαρξη πολλαπλών fixed transmitters μας επιτρέπει την αντικατάσταση των εικονικών ουρών που χρησιμοποιεί το Hornet[6] από πραγματικές ουρές, μια για κάθε fixed transmitter, οι οποίες υλοποιούνται με τη βοήθεια απλών buffers οι οποίοι λειτουργούν με πρακτική FIFO. Ένα εξίσου βασικό γεγονός είναι ότι το σύστημα δεν χρειάζεται κανέναν απολύτως μηχανισμό διαιτησίας μεταξύ των κόμβων αφού είναι εκ φύσεως απόλυτα δίκαιο μέσω της διαδικασίας του multihopping. Ουσιαστικά το multihopping προκαλεί ανανέωση των πακέτων που καταλαμβάνουν τις χρονοσχισμές, συνεπώς γίνεται βέλτιστη επαναχρησιμοποίηση των χρονοσχισμών (slot) και κατά επέκταση των πόρων του δικτύου. Η μη χρησιμοποίηση τέτοιου μηχανισμού είναι και το βασικό του πλεονέκτημα σε σχέση με την αρχιτεκτονική FR^w FT [21]. Συγκεκριμένα, στο interface του κόμβου FR^w FT υλοποιείται τόσο σενάριο source όσο και destination stripping με μηχανισμό διαιτησίας. Στην περίπτωση του source stripping κάποιος κόμβος A καταλαμβάνει ένα slot γεμίζοντας το με ένα πακέτο που έχει ως προορισμό τον κόμβο B. Όταν το slot καταφθάσει στον κόμβο B τότε αυτός αντιγράφει το περιεχόμενό του προκειμένου να λάβει το πακέτο αλλά δεν αδειάζει το slot. Το slot λοιπόν παραμένει κατειλημμένο μέχρι να ολοκληρώσει μια περιστροφή και να ξαναφτάσει στον κόμβο A, τότε σε περίπτωση που δεν υπάρχει κάποιος μηχανισμός διαιτησίας μεταξύ των κόμβων, ο κόμβος A το αδειάζει και το ξαναγεμίζει με κάποιο άλλο πακέτο. Ωστόσο αυτό δεν είναι θεμιτό διότι σε όλη τη διάρκεια της λειτουργίας του δικτύου το συγκεκριμένο slot θα καταλαμβάνεται μόνο από τον κόμβο A. Αυτό έχει ως αποτέλεσμα να μην υπάρχει ισορροπία και ισονομία στην κατάληψη των slot από τους κόμβους. Για το λόγο αυτό εισάγεται στο [21] μηχανισμός διαιτησίας ο οποίος δεν επιτρέπει στον A να αδειάζει και να ξαναγεμίσει το slot παρά τον υποχρεώνει να το αφήσει κενό προκειμένου να το καταλάβει επόμενος κόμβος πρόσβασης.

Αντίστοιχα ο ίδιος μηχανισμός διαιτησίας εφαρμόζεται για τους ίδιους λόγους και στην πολιτική destination stripping. Στο προτεινόμενο interface κόμβου FR FT^W δεν απαιτείται κάποιος μηχανισμός διαιτησίας επειδή δεν υπάρχει περίπτωση ένα slot να καταλειφθεί οριστικά από ένα κόμβο. Αυτό συμβαίνει διότι σε περίπτωση που ένας κόμβος A καταλάβει ένα slot με ένα πακέτο ο προορισμός του οποίου δεν έχει ιδιαίτερη σημασία αλλά έστω B τότε το συγκεκριμένο slot μόλις καταφθάσει σε ένα ενδιάμεσο κόμβο Γ ο οποίος θα λαμβάνει στο ίδιο κανάλι με τον B θα αδειάσει το slot λόγω της διαδικασίας του multihopping και θα το γεμίσει με ένα άλλο πακέτο με άλλη πηγή και προορισμό. Το πακέτο που προορίζεται για τον κόμβο B θα τοποθετηθεί σε επόμενο slot. Η διαδικασία λοιπόν του multihopping εξασφαλίζει ότι κανένα slot δεν θα είναι μονίμως κατειλημμένο από οποιοδήποτε κόμβο με αποτέλεσμα να μην δημιουργείται η ανάγκη ύπαρξης μηχανισμού διαιτησίας. Να σημειωθεί πως το προτεινόμενο interface FR FT^W μπορεί να υλοποιήσει μόνο πολιτική destination stripping διότι κάθε κόμβος στέλνει σε όλα τα κανάλια, δεν είναι λοιπόν δυνατόν να λαμβάνει ξανά τα πακέτα που έστειλε αφού ολοκληρώσουν μια ολόκληρη επιστροφή από τη στιγμή που είναι εξοπλισμένος μόλις με έναν fixed receiver και λαμβάνει μόνο σε ένα κανάλι. Τα πλεονεκτήματα και μειονεκτήματα των δυο πολιτικών source stripping και destination stripping αναλύονται εκτενώς στην ενότητα 4. Συνοψίζοντας, η προτεινόμενη αρχιτεκτονική κόμβου δείχνει να υπερτερεί έναντι στο Hornet αλλά και στην FR^W FT διότι πολύ απλά γίνεται καλύτερη αξιοποίηση των πόρων με αποτέλεσμα την αύξηση της διέλευσης αλλά και την απλή υλοποίηση της που οδηγεί στην ελαχιστοποίηση των καθυστερήσεων. Ένα επιπλέον πλεονέκτημα του interface FR FT^W σε σχέση με το FR^W FT είναι η καλύτερη αξιοποίηση του RF φάσματος κάθε καναλιού το οποίο καταλαμβάνεται από τις υποφέρουσες όπως αναλύθηκε εκτενώς στο κεφάλαιο 4 (ενότητα 4.4). Η προτεινόμενη αρχιτεκτονική έχει λοιπόν όλα τα εχέγγυα να αποτελέσει μια αξιόπιστη αλλά και οικονομική λύση για την ικανοποίηση των σύγχρονων αναγκών για ευρυζωνικότητα και μένει να αποδειχτεί και στην πράξη με τη βοήθεια της προσομοίωσης. Η λειτουργία του καθώς και τα στοιχεία από τα οποία αποτελείται ο κόμβος είναι παρόμοια με το Hornet[6] με τη βασική διαφορά να έγκειται στη βαθμίδα Smart Add. Η λειτουργία του άλλων δυο βαθμίδων Slot manager και Smart Drop είναι άκρως πανομοιότυπη με το Hornet[6].

Αρχικά, αυτή η αρχιτεκτονική μας επιτρέπει πλήρως καταναμημένη λογική τοπολογία στο δίκτυο μολονότι η φυσική τοπολογία είναι δακτύλιος. Κάθε AP μπορεί να στείλει σε όλους χωρίς να απαιτείται κεντρική διαχείριση, σε αντίθεση με το SONET, αφού ο σχεδιασμός του δικτύου και των κόμβων είναι κατάλληλος ώστε η διαχείριση και συντήρηση του δικτύου να γίνεται από όλους τους κόμβους ισοδύναμα. Τέτοιου τύπου συστήματα εξυπηρετούν απόλυτα τα σύγχρονα μητροπολιτικά δίκτυα, διότι η κίνηση δεν περιορίζεται σε απλά αιτήματα προς κάποιο κεντρικό server αλλά μεγάλο κομμάτι της αποτελεί η επικοινωνία μεταξύ των AP του ίδιου MAN, όπως αναφέρθηκε και σε προηγούμενη ενότητα. Για την αποφυγή συγκρούσεων και γενικά για την πρόσβαση στο δίαυλο χρησιμοποιείται το CSMA/CA, όπου το ρόλο της ανίχνευσης φέροντος παίζουν οι υποφέρουσες συχνότητες, ακριβώς ίδια τεχνική με αυτή που χρησιμοποιεί τόσο το Hornet όσο και το FR⁴ FT[21].

3.2 Interface του κόμβου



Εικόνα 3.1 : Αρχιτεκτονική προτεινόμενου κόμβου FR FT⁴

Στο σημείο αυτό θα ασχοληθούμε καθαρά με το τεχνικό κομμάτι της διάταξης. Η δομή είναι ίδια με αυτή του Hornet. Θεωρούμε δίκτυο τοπολογίας δακτυλίου με N αριθμό κόμβων προσαρτημένους σε δακτύλιο με W κανάλια όπου $N > W$. Συγκεκριμένα κάθε AP αποτελείται από τρεις βαθμίδες Slot Manager, Smart Drop και Smart Add (βλ. εικόνα 3.1).

Οι δυο πρώτες λειτουργούν ακριβώς όπως στο Hornet[6] δηλαδή ο Slot Manager αποκόπτει ένα κομμάτι της οπτικής ισχύος με τη βοήθεια splitter. Στη συνέχεια αποδιαμορφώνεται και μετατρέπεται σε ηλεκτρικό με τη βοήθεια μιας φωτοδιόδου. Το ηλεκτρικό πλέον σήμα περνάει από συστοιχία W ζωνοπερατών φίλτρων καθένα από τα οποία απομονώνει μια υποφέρουσα συχνότητα οι οποίες με τη σειρά τους οδηγούνται σε αποδιαμορφωτές. Οι W-1 υποφέρουσες συχνότητες οδηγούνται σε ASK αποδιαμορφωτές προκειμένου να διαπιστωθεί η ύπαρξη τους ή η απουσία τους και οι αποδιαμορφωτές ενημερώνουν το slot detector. Η μια υποφέρουσα, η οποία αντιστοιχεί στο κανάλι που ο κόμβος έχει το μόνιμα συντονισμένο δέκτη του, οδηγείται σε έναν FSK αποδιαμορφωτή προκειμένου να ενημερωθεί ο AP για τον προορισμό του πακέτου και να το δρομολογήσει κατάλληλα η βαθμίδα Smart Drop. Εν τω μεταξύ το υπόλοιπο οπτικό σήμα οδηγείται σε γραμμή καθυστέρησης προκειμένου να προλάβει η βαθμίδα Slot Manager να επεξεργαστεί την πληροφορία που διαμορφώνεται στις υποφέρουσες και να αποφανθεί τόσο για τη διαθεσιμότητα των καναλιών όσο και για τον προορισμό τυχόν πακέτου στο κανάλι λήψης δεδομένων του AP. Στη συνέχεια φτάνει στη βαθμίδα Smart Drop, εκεί με τη βοήθεια ενός κυκλοφορητή, ενός Fiber Bragg Grating (FBG) και ενός burst mode receiver σύμφωνα με τη διαδικασία που περιγράφηκε στο Hornet, στην ενότητα 2 ο κόμβος απομονώνει την πληροφορία που βρίσκεται στο συγκεκριμένο κανάλι που ανακλά το FBG ενώ το υπόλοιπο σήμα κατευθύνεται προς τη βαθμίδα Smart Add. Αφού το σήμα της προς λήψη πληροφορίας έχει μετατραπεί σε ηλεκτρικό με τη βοήθεια του burst mode receiver οδηγείται σε switch το οποίο έχοντας ήδη ενημερωθεί από τον FSK αποδιαμορφωτή του Slot Manager δρομολογεί το πακέτο είτε στο LAN αν ο προορισμός του πακέτου είναι ο παρών AP είτε στον passed buffer της βαθμίδας Smart Add αν ο προορισμός του πακέτου είναι κάποιος επόμενος AP. Αξίζει να σημειωθεί ότι όπως και στο Hornet έτσι και στη συγκεκριμένη διάταξη η διαδικασία λήψης και αποστολής λαμβάνουν χώρα ταυτόχρονα. Η όλη διαδικασία έχει περιγραφεί αναλυτικότερα στην ενότητα 2 και ταυτίζεται σε όλα με το Hornet, η διαφορά έγκειται στη βαθμίδα Smart Add.

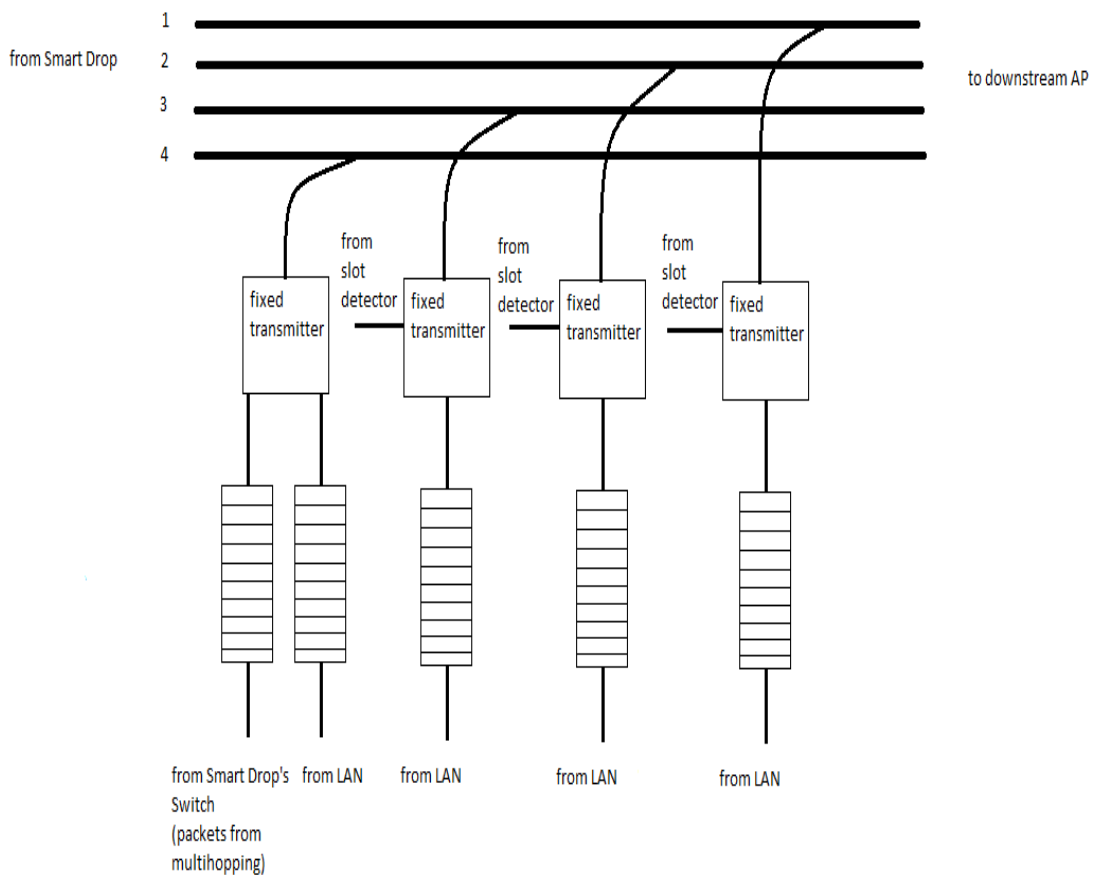
Αυτή η δομική μονάδα του κόμβου στο σύστημα FR FT^W είναι εξοπλισμένη με W fixed transmitters και $W+1$ buffers δηλαδή όσους και τα κανάλια με έναν επιπλέον ο οποίος χρησιμοποιείται για τα πακέτα που προέρχονται από τη διαδικασία multihopping. Κάθε fixed transmitter αντιστοιχεί σε ένα κανάλι και έχει το δικό του καταχωρητή στον οποίο στοιβάζονται τα πακέτα που προέρχονται από το οικείο τοπικό δίκτυο (LAN) με βάση τον προορισμό τους προκειμένου να μεταδοθούν στο αντίστοιχο κανάλι. Ο επιπλέον buffer (passed buffer), στον οποίο στοιβάζονται τα πακέτα που δρομολογεί το switch της βαθμίδας Smart Drop, συνδέεται με τον fixed transmitter που αντιστοιχεί στο κανάλι λήψης δεδομένων του κόμβου.

3.3 Διαδικασία Λήψης και Διαχείρισης Μεταδόσεων

Η βασική λοιπόν καινοτομία της εργασίας είναι η δομική μονάδα Smart Add του κόμβου. Έτσι, όταν για παράδειγμα καταφθάνει ένα πακέτο στο AP από το LAN τότε αρχικά εξετάζεται ο προορισμός του. Όλοι οι κόμβοι γνωρίζουν σε ποιο κανάλι λαμβάνει κάθε AP και συνεπώς το πακέτο οδηγείται στον κατάλληλο καταχωρητή προκειμένου να σταλεί. Όλοι οι καταχωρητές είναι ανεξάρτητοι μεταξύ τους και λειτουργούν με πρακτική FIFO οπότε δεν παρουσιάζονται εξ ορισμού προβλήματα εμπλοκής λόγω επικεφαλή σειράς (Head of line blocking) [17]. Επιπλέον, με τους πολλαπλούς transmitters δεν απαιτείται κάποιος μηχανισμός διαιτησίας round robin[19] ή οτιδήποτε αντίστοιχο όπως στο Hornet [17,18] για παράδειγμα, γεγονός που απλουστεύει εξαιρετικά την υλοποίηση και αυξάνει την ταχύτητα επεξεργασίας. Ουσιαστικά, σε αντίθεση με το Hornet δεν χρειάζεται σε κάθε χρονοσχιμή που καταφθάνει στον κόμβο να αποφασίζεται με βάση κάποιο μηχανισμό ποιο πακέτο θα σταλεί αφού υπάρχει η δυνατότητα να σταλούν πέραν του ενός πακέτα. Άρα, η διαδικασία έχει ως εξής, η βαθμίδα Smart Add ενημερώνεται από το Slot Detector ποια κανάλια είναι διαθέσιμα σε κάθε slot και τα γεμίζει όλα σε περίπτωση που οι buffer δεν είναι άδειοι χωρίς να χρειάζεται να πάρει πολύπλοκες αποφάσεις. Αξίζει να σημειωθεί πως η μετάδοση είναι σύγχρονη (slotted) με σταθερό μήκος πακέτου και όλα τα slot έχουν το ίδιο μέγεθος.

Η μόνη ιδιαιτερότητα υπάρχει στον καταχωρητή που αντιστοιχεί στο κανάλι στο οποίο ο AP λαμβάνει δεδομένα διότι στο slot detector πηγαίνει η πληροφορία από τους ASK αποδιαμορφωτές. Όμως για το συγκεκριμένο κανάλι δεν υπάρχει ASK demodulator, συνεπώς πως μπορεί να ενημερωθεί η βαθμίδα Smart Add για τη διαθεσιμότητα του συγκεκριμένου καναλιού; Η απάντηση είναι εξαιρετικά απλή, το κανάλι αυτό είναι by default άδειο σε κάθε slot διότι το αδειάζει η βαθμίδα Smart Drop. Οπότε σε κάθε multi data slot η βαθμίδα Smart Add μπορεί να γεμίζει το συγκεκριμένο κανάλι αν έχει πακέτα στον αντίστοιχο καταχωρητή. Το επόμενο ζήτημα που πρέπει να διαλευκανθεί είναι τι γίνεται με τα πακέτα που λαμβάνει η βαθμίδα Smart Drop αλλά προορίζονται για επόμενο AP και δρομολογούνται στη βαθμίδα Smart Add (multihopping). Λοιπόν, τα πακέτα αυτά οδηγούνται σε ξεχωριστό buffer (passed buffer) ο οποίος είναι συνδεδεμένος με τον transmitter που αντιστοιχεί στον κανάλι που ο AP λαμβάνει δεδομένα (βλ. εικόνα 3.2). Κάθε φορά που ο κόμβος επιθυμεί να στείλει ένα πακέτο στο κανάλι λήψης δεδομένων ελέγχει πρώτα τον καταχωρητή στον οποίο στοιβάζονται τα πακέτα από τη διαδικασία multihopping (passed buffer) και μόνο σε περίπτωση που είναι άδειος τότε ελέγχει τον καταχωρητή στον οποίο βρίσκονται τα πακέτα που προέρχονται από το οικείο τοπικό δίκτυο (transmitting buffer). Ουσιαστικά, με τη βοήθεια των W+1 καταχωρητών υλοποιείται ο μηχανισμός σύμφωνα με τον οποίο τα πακέτα από το multihopping πρέπει να έχουν μεγαλύτερη προτεραιότητα σε σχέση με τα πακέτα που προέρχονται από το δίκτυο πρόσβασης. Ο μηχανισμός που απαιτείται είναι κάθε πακέτο από το MAN να μπαίνει μπροστά από τα πακέτα του LAN στη σειρά αποχώρησης δηλαδή όταν το switch του Smart Drop δρομολογεί το πακέτο προς το Smart Add αυτό να έχει με οποιοδήποτε τρόπο μεγαλύτερη προτεραιότητα από τα πακέτα που προέρχονται από το LAN. Η λειτουργία του κόμβου και γενικότερα του δικτύου εξασφαλίζει ότι κάθε πακέτο από το MAN που εισέρχεται στον καταχωρητή (passed buffer) να μένει για χρονική διάρκεια μόλις ενός slot οπότε σίγουρα θα έχει αποχωρήσει μέχρι να έρθει το επόμενο. Είναι γνωστό πως σε κάθε slot που καταφθάνει στον AP το κανάλι στο οποίο λαμβάνει ο κόμβος αδειάζει σε κάθε περίπτωση οπότε και είναι διαθέσιμο προκειμένου ο κόμβος να το χρησιμοποιήσει προκειμένου να στείλει ένα πακέτο από αυτά που βρίσκονται στον αντίστοιχο καταχωρητή.

Όταν λοιπόν στο κόμβο καταφθάσει ένα πακέτο στο κανάλι λήψης τότε αυτό σύμφωνα με τα γνωστά θα ληφθεί και θα προωθηθεί στην πρώτη θέση του καταχωρητή της βαθμίδας Smart Add που αντιστοιχεί στο δίαυλο λήψης. Στο επόμενο slot μπορεί να καταφθάσει ένα ακόμα πακέτο με τις ίδιες προδιαγραφές το οποίο θα ακολουθήσει την ίδια διαδρομή. Ωστόσο, πριν το νέο πακέτο τοποθετηθεί στον καταχωρητή το παλιό θα έχει ήδη αποχωρήσει διότι από τη στιγμή που το νέο πακέτο λαμβάνεται από τον κόμβο ταυτόχρονα το κανάλι γίνεται διαθέσιμο προκειμένου να σταλεί το παλιό πακέτο. Το βασικό πλεονέκτημα της παραπάνω διαδικασίας είναι ότι μειώνει στο ελάχιστο το χρόνο καθυστέρησης του πακέτου λόγω της διαδικασίας multihopping και κατά επέκταση την καθυστέρηση του πακέτου μέχρι να φτάσει στον προορισμό του.



Εικόνα 3.2 : Δομή της βαθμίδας Smart Add του συστήματος $FR FT^W$ για $W = 4$

Για να αναλύσουμε περαιτέρω τη διαδικασία αποστολής αξίζει να αναλύσουμε τη διάταξη που αναπαριστά η εικόνα 3.2. Παρατηρούμε τη δομή της βαθμίδας Smart Add υπάρχουν λοιπόν 4 κανάλια ($W = 4$) σε καθένα από τα οποία αντιστοιχεί ένας fixed transmitter η λειτουργία του οποίου είναι να διαμορφώνει τα πακέτα στο οπτικό φέρον και να τα στέλνει στο αντίστοιχο κανάλι. Όπως έχουμε αναφέρει και παραπάνω υπάρχουν 5 buffer ($W+1 = 5$), στους 4 (transmitting buffers) στοιβάζονται τα πακέτα που προέρχονται από το οικείο τοπικό δίκτυο. Έχει ήδη αναλυθεί πως τα πακέτα που προέρχονται από το LAN τοποθετούνται στον κατάλληλο καταχωρητή με βάση τον προορισμό τους και σε ποιο κανάλι λαμβάνει δεδομένα. Στο σημείο αυτό αξίζει να σημειωθεί πως η συγκεκριμένη διάταξη δεν παρουσιάζει πρόβλημα receiver collision αφού κάθε κόμβος είναι εξοπλισμένος μόλις με ένα fixed receiver, δέχεται πακέτα από μόνο ένα κανάλι και κατ'επέκταση σε κάθε χρονοσχιμή (slot) λαμβάνει μόνο ένα πακέτο συνεπώς δεν προκύπτουν συγκρούσεις στον προορισμό. Υποθέτουμε πως ο εικονιζόμενος κόμβος λαμβάνει στο κανάλι 1. Όσο αναφορά στα υπόλοιπα κανάλια 2,3,4 η βαθμίδα slot manager και πιο συγκεκριμένα η οντότητα slot detector ενημερώνει για τη διαθεσιμότητα των καναλιών του κάθε multi data slot που καταφθάνει στον κόμβο και στέλνονται τα πακέτα αναλόγως. Το κανάλι 1 είναι αυτό που παρουσιάζει το ενδιαφέρον, αρχικά να διασαφηνίσουμε πως δεν υπάρχει κάποιος τρόπος ενημέρωσης για τη διαθεσιμότητα του καναλιού 1. Ο λόγος είναι προφανής το κανάλι 1 είναι πάντα διαθέσιμο διότι η βαθμίδα Smart Drop αδειάζει πάντα το κανάλι 1 μιας και είναι το κανάλι στο οποίο ο κόμβος λαμβάνει δεδομένα. Τώρα που διασαφηνίστηκε το θέμα της διαθεσιμότητας του καναλιού να μελετήσουμε τους δυο buffer που είναι συνδεδεμένοι με τον fixed transmitter του καναλιού 1. Στον ένα καταχωρητή στοιβάζονται τα πακέτα που προέρχονται από το LAN και στον άλλο τα πακέτα από τη διαδικασία του multihopping. Ο λόγος που ο συγκεκριμένος καταχωρητής (passed buffer) βρίσκεται στο συγκεκριμένο κανάλι είναι διότι τα πακέτα που προέρχονται από το multihopping βρίσκονται στο κανάλι λήψης δεδομένων του κόμβου δηλαδή το κανάλι 1 συνεπώς ο κόμβος πρέπει να τα επανεκπέμψει στο ίδιο κανάλι προκειμένου να φτάσουν στον προορισμό τους.

Ο αλγόριθμος που ακολουθείται είναι απλός, τα πακέτα του multihopping πρέπει να έχουν απόλυτη προτεραιότητα συνεπώς ο fixed transmitter επιλέγει τα πακέτα που βρίσκονται στον passed buffer και προέρχονται από το switch της βαθμίδας Smart Drop. Μόνο σε περίπτωση που ο passed buffer είναι κενός τότε και μόνο τότε επιλέγεται ένα πακέτο από το transmitting buffer όπου βρίσκονται τα πακέτα που προέρχονται από το LAN. Τέλος αξίζει να σημειωθεί πως το μέγεθος του passed buffer είναι μόλις μιας θέσης. Όπως αναφέρθηκε και παραπάνω η μέγιστη καθυστέρηση που υφίσταται το πακέτο από τη διαδικασία multihopping είναι η χρονική διάρκεια μιας χρονοσχισμής. Συγκεκριμένα, το πακέτο που λαμβάνεται από τον κόμβο και προορίζεται για μια επόμενο AP μπαίνει στον passed buffer. Όταν καταφθάσει το επόμενο multi data slot τότε το κανάλι 1 θα αδειάσει και το προηγούμενο πακέτο θα τοποθετηθεί στο κανάλι οπότε και θα αδειάσει ο passed buffer προκειμένου να ξαναγεμίσει με το επόμενο τυχόν πακέτο.

ΚΕΦΑΛΑΙΟ 4

Ανάλυση Δικτύου

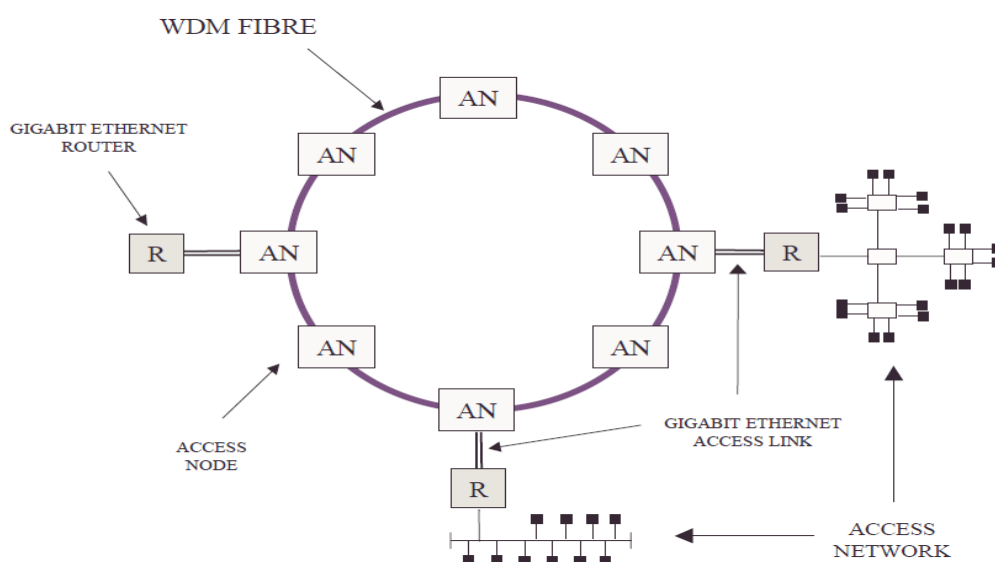
4.1 Εισαγωγή

Στο [28] η αγορά στα μητροπολιτικά δίκτυα περιγράφεται ως υψηλού κόστους και μάλιστα δίνεται ιδιαίτερη έμφαση στο γεγονός ότι για να εφαρμοστούν οι νέες τεχνολογίες στα μητροπολιτικά δίκτυα του μέλλοντος το κόστος εφαρμογής και διαχείρισης είναι απαραίτητο να μειωθεί στο ελάχιστο. Επιπλέον, τα μητροπολιτικά δίκτυα πρέπει να είναι ευέλικτα και εύκολα αναβαθμίσιμα αφού χρειάζεται να ικανοποιούν μια ποικιλία διατάξεων από τη στιγμή που η φυσική τοπολογία του δικτύου και οι θέσεις των κόμβων είναι άμεσα εξαρτώμενες από τη γεωγραφία της εκάστοτε πόλης. Τόσο η ασφάλεια όσο και η αξιοπιστία είναι ζητήματα ύψιστης σημασίας και πρέπει να λαμβάνονται σοβαρά υπόψη στο σχεδιασμό ενός δικτύου. Η τοπολογία που επιλέγεται είναι ο δακτύλιος για πληθώρα λόγων. Αρχικά, ο δακτύλιος έχει σχετικά μικρές απαιτήσεις σε οπτικό εξοπλισμό τόσο για την εγκατάσταση όσο και για τη διαχείριση και συντήρηση του δικτύου. Δεύτερον, μπορεί εύκολα να υλοποιηθεί μηχανισμός προστασίας σε περίπτωση τεχνικού προβλήματος στο δίαυλο, που στην περίπτωση μας είναι φυσικά οπτικές ίνες, ή σε περίπτωση κατάρρευσης ενός κόμβου πρόσβασης. Ο μηχανισμός αυτός είναι όμοιος με αυτόν του FDDI και αναλύθηκε σε προηγούμενη ενότητα. Η λειτουργία του μηχανισμού προστασίας βασίζεται στο γεγονός ότι ο δακτύλιος αποτελείται ουσιαστικά από μια σειρά συνδέσεων σημείο προς σημείο (Point to Point links) κάθε μια από τις οποίες μπορεί να απομονωθεί σε περίπτωση τεχνικού προβλήματος.

Τρίτον, η τεχνική WDM εγγυάται την πρόσβαση σε μεγάλο εύρος ζώνης το οποίο αν αξιοποιηθεί κατάλληλα μπορεί να ανταποκριθεί στις διαρκώς αυξανόμενες απαιτήσεις των μητροπολιτικών δικτύων καθώς δεν πρέπει να λησμονείται πως η κίνηση η οποία χρειάζεται να εξυπηρετείται είναι η κίνηση που συγκεντρώνεται από πολλά τοπικά δίκτυα. Βασικός στόχος της εργασίας είναι να προτείνει με διάταξη WDM δακτυλίου με χρονοσχισμές βασισμένη στην τεχνική ανίχνευσης φέροντος με τη βοήθεια υποφερουσών συχνοτήτων όπως στο Hornet. Η διάταξη αυτή πρέπει να καλύπτει τις απαιτήσεις των σύγχρονων μητροπολιτικών δικτύων με σχετικά χαμηλό κόστος εγκατάστασης και συντήρησης ώστε να μπορεί να σταθεί ανταγωνιστικά στην αγορά των δικτύων. Η εργασία δεν ασχολείται με θέματα ασφάλειας αφού συνήθως αυτή είναι αρμοδιότητα πρωτοκόλλων υψηλότερων στρωμάτων όπως IP, TCP κλπ. Βασικό μέλημα είναι η ανάλυση της λειτουργίας και των προδιαγραφών της διάταξης καθώς και η εκτενής μελέτη των επιδόσεων του με τη βοήθεια προσομοίωσης.

4.2 Αρχιτεκτονική Δικτύου

Η αρχιτεκτονική του δικτύου παρουσιάζεται στην ακόλουθη εικόνα 4.1



Εικόνα 4.1 : Αρχιτεκτονική δικτύου

Το δίκτυο αποτελείται από τους κόμβους πρόσβασης (access nodes, AN, access points AP) οι οποίοι διασυνδέονται με μια πολυδιαυλική μονόδρομη οπτική ίνα με χρονοσχισμές (multi – channel single – fiber slotted ring) η περίμετρος της οποίας είναι περίπου 100 χιλιόμετρα προκειμένου να μπορεί να καλύψει γεωγραφικά μια ολόκληρη πόλη. Επιλέχθηκε αρχιτεκτονική δακτυλίου διότι όπως αναφέρθηκε έχει τις μικρότερες απαιτήσεις τόσο σε εξοπλισμό όσο και σε επίπεδο διαχείρισης του δικτύου. Όπως φαίνεται και στο σχήμα κάθε κόμβος πρόσβασης χρησιμοποιείται για να συνδέσει τον οπτικό δακτύλιο με ένα τοπικό δίκτυο. Δεδομένου ότι τα πιο διαδεδομένα τοπικά δίκτυα είναι βασισμένα στην τεχνολογία Ethernet οι κόμβοι πρόσβασης συνδέονται με τα τοπικά δίκτυα μέσω καλωδίου Ethernet χωρητικότητας 1 Gbps όπως επίσης και το μήκος των slot του δακτυλίου είναι σταθερά $S = 12.000 \text{ bits}$ δηλαδή όσο και το μέγιστο μήκος ενός πακέτου Ethernet (MTU Ethernet frame). Για να εκτιμήσουμε τις επιδόσεις του δικτύου θεωρούμε την περίμετρο του δακτυλίου $L_R = 138.240 \text{ μέτρα}$ που αντιστοιχεί σε διάμετρο περίπου 44 χιλιομέτρων καθώς και τον αριθμό των μηκών κύματος της ίνας δηλαδή τον αριθμό των διαύλων να ισούται με $W = 4$, αρκετά μικρός αν τον συγκρίνουμε με πραγματικά δεδομένα. Επίσης, θεωρούμε ότι το δίκτυο διασυνδέει $N = 16$ κόμβους και η χωρητικότητα κάθε μήκους κύματος – καναλιού είναι $R_W = 2,5 \text{ Gbps}$ (OC – 48). Στον ακόλουθο πίνακα παρατίθενται συνοπτικά τα δεδομένα του δικτύου.

Γνωρίζουμε πως η ταχύτητα του φωτός στην ίνα είναι $V = 2 * 10^8 \text{ m/s}$. Με βάση τα παραπάνω ο χρόνος που απαιτείται προκειμένου ένα bit να διασχίσει ολόκληρο το δακτύλιο είναι

$$D = \frac{L_R}{V} = 691.2 \text{ } \mu\text{s} \quad (4.1)$$

Συνεπώς η χωρητικότητα ενός καναλιού του δακτυλίου σε bit δηλαδή πόσα bit μπορούν να σταλούν μέχρι το πρώτο να φτάσει στον αποστολέα δηλαδή να ολοκληρώσει μια πλήρη περιστροφή του δακτυλίου (Bandwidth Delay product, B_{DP}) δίνεται από τον ακόλουθο τύπο και είναι ίση με

$$B_{DP} = R_W * D = 1.728.000 \text{ bits} \quad (4.2)$$

Διαιρώντας τον αριθμό των bit που χωρούν στο δακτύλιο με τον αριθμό των bit ενός πακέτου και κατά επέκταση τον αριθμό των bits που χωρούν σε ένα slot βρίσκουμε τον αριθμό των χρονοσχισμών που χωρούν σε ένα κανάλι της ίνας

$$S_w = \frac{B_{DP}}{S} = 144 \text{ slots} \quad (4.3)$$

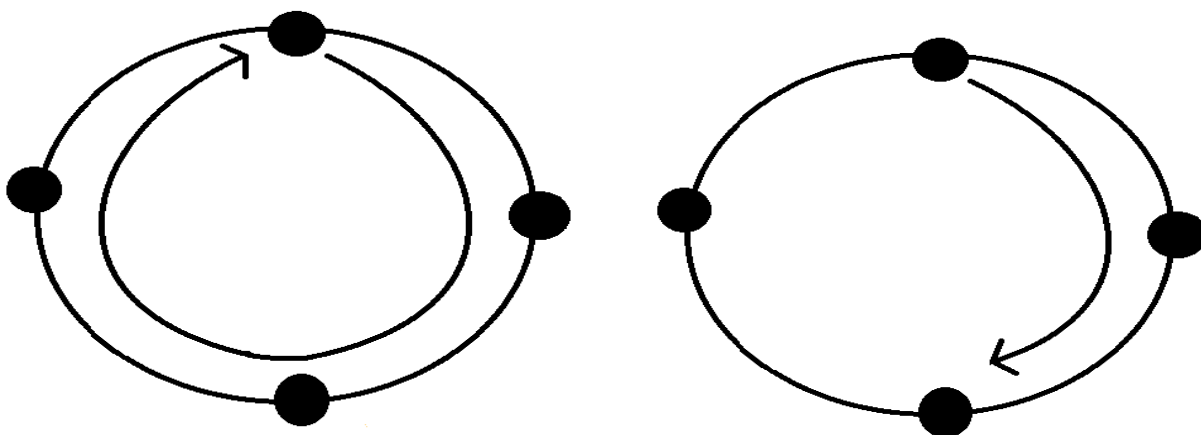
| | |
|---|--------------------------------------|
| ΜΗΚΟΣ ΔΑΚΤΥΛΙΟΥ L_R | 138.240 m |
| ΤΑΧΥΤΗΤΑ ΤΟΥ ΦΩΤΟΣ ΣΤΗΝ ΙΝΑ V | $2 \cdot 10^8$ m/s |
| ΚΑΘΥΣΤΕΡΗΣΗ ΔΙΑΔΟΣΗΣ $D = L_R / V$ | 691,2 μs |
| ΑΡΙΘΜΟΣ ΜΗΚΩΝ ΚΥΜΑΤΟΣ ΣΤΗΝ ΙΝΑ W | 4 |
| ΜΗΚΟΣ SLOT S | 12.000 bits |
| ΧΩΡΗΤΙΚΟΤΗΤΑ ΜΗΚΟΥΣ ΚΥΜΑΤΟΣ R_w | 2,5 Gbps |
| ΣΥΝΟΛΙΚΗ ΧΩΡΗΤΙΚΟΤΗΤΑ ΔΙΚΤΥΟΥ $R_N = N_w \cdot R_w$ | 10 Gbps |
| ΑΡΙΘΜΟΣ ΚΟΜΒΩΝ ΠΡΟΣΒΑΣΗΣ ΔΙΚΤΥΟΥ N_T | 16 |
| ΧΩΡΗΤΙΚΟΤΗΤΑ ΜΗΚΟΥΣ ΚΥΜΑΤΟΣ ΣΕ BITS $B_{DP} = R_w \cdot D$ | 1.728.000 bits |
| ΧΩΡΗΤΙΚΟΤΗΤΑ ΜΗΚΟΥΣ ΚΥΜΑΤΟΣ ΣΕ SLOT $S_w = B_{DP} / S$ | 144 slots |

Πίνακας 4.1 : Ποσοτικά χαρακτηριστικά δικτύου

4.3 Αρχιτεκτονική Κόμβου Πρόσβασης

Τώρα που αναλύθηκαν εκτενώς οι τεχνικές προδιαγραφές του δικτύου αξίζει να αναφερθούμε στις αρχιτεκτονικές κόμβου που χρησιμοποιούμε και αξιολογούμε τις επιδόσεις τους. Θα συγκρίνουμε δυο διαφορετικές αρχιτεκτονικές που εφαρμόζονται στους κόμβους πρόσβασης, την FR⁴ FT η οποία προτάθηκε στο [21] και την αρχιτεκτονική FR FT⁴ η οποία αποτελεί και την καινοτομία που προτείνεται σε αυτή την εργασία. Στη μεν FR⁴ FT όπως αναλύθηκε και στο κεφάλαιο δυο, κάθε κόμβος πρόσβασης είναι εξοπλισμένος με 4 σταθερά συντονισμένους παραλήπτες και ένα σταθερά συντονισμένο πομπό. Το γεγονός αυτό του επιτρέπει να λαμβάνει από όλα τα κανάλια του δικτύου και να στέλνει μόνο σε ένα.

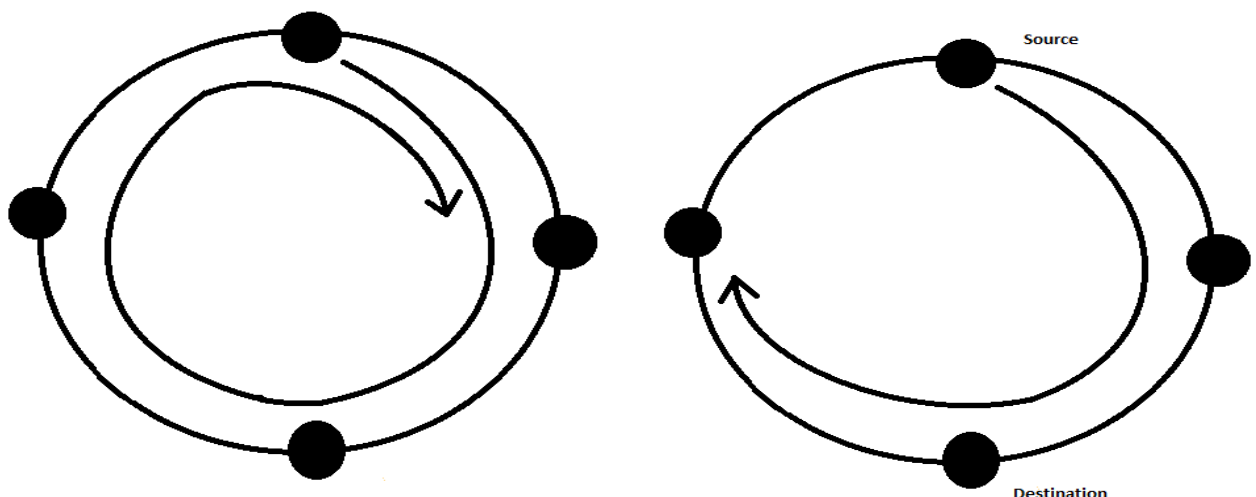
Η αρχιτεκτονική αυτή είναι σχεδόν ισοδύναμη με την TR FT με τη διαφορά ότι δεν προκύπτουν προβλήματα συγκρούσεων στον προορισμό. Επειδή η ίνα έχει 4 κανάλια ενώ το δίκτυο συνδέει 16 κόμβους πρόσβασης ουσιαστικά κάθε κανάλι θα χρησιμοποιείται προκειμένου να στέλνουν τα δεδομένα τους 4 κόμβοι. Φυσικά, από τη στιγμή που η χωρητικότητα του καναλιού είναι 2,5 Gbps δηλαδή μεγαλύτερη από το 1 Gbps που είναι η μέγιστη τιμή της διέλευσης(throughput) του Ethernet, δεν υπάρχει πρόβλημα με το γεγονός πως παραπάνω από ένας κόμβοι μοιράζονται το ίδιο κανάλι για να στέλνουν τα πακέτα τους ειδικά αν λάβουμε υπόψη μας ότι τα πακέτα γεννιούνται με τυχαίο τρόπο συνεπώς είναι στατιστικά απίθανο να επιχειρούν όλοι οι κόμβοι να γεμίσουν το ίδιο slot. Το γεγονός ότι οι κόμβοι μπορούν να είναι αισθητά λιγότεροι από τα κανάλια αποτελεί και το μεγαλύτερο πλεονέκτημα της διάταξης αυτής ικανοποιώντας τις απαιτήσεις των σύγχρονων μητροπολιτικών δικτύων. Είναι προφανές ότι για ένα μητροπολιτικό δίκτυο το οποίο καλείται να συνδέσει εκατοντάδες σημεία μιας πόλης θα ήταν ανέφικτο ή στην καλύτερη περίπτωση εξαιρετικά υψηλού κόστους ο αριθμός των καναλιών να είναι ίσος με τον αριθμό των κόμβων. Ακριβώς η ίδια λογική επικρατεί και στην αρχιτεκτονική FR FT⁴ με τη βασική διαφορά ότι 4 κόμβοι μοιράζονται το ίδιο κανάλι για να λαμβάνουν πακέτα και όχι για να στέλνουν αφού κάθε κόμβος λαμβάνει μόνο σε ένα κανάλι και στέλνει σε όλα. Ουσιαστικά η μια αρχιτεκτονική αποτελεί καθρέφτη της άλλης.



Εικόνα 4.2 : Πολιτική Source Striping και Destination Striping για δίκτυο δακτυλίου

Μια βασική και ουσιαστική διαφορά των δυο αρχιτεκτονικών είναι ότι η FR⁴ FT μπορεί να υλοποιήσει τόσο πολιτική source stripping όσο και destination stripping. Οι δυο πολιτικές σχετίζονται άμεσα με την επαναχρησιμοποίηση των χρονοσχισμών και παίζουν βασικό ρόλο στην απόδοση του δικτύου. Στο μεν source stripping ο κόμβος που στέλνει το πακέτο είναι υπεύθυνος να ελευθερώσει το slot προκειμένου να γίνει διαθέσιμο προκειμένου να χρησιμοποιηθεί από κάποιον επόμενο κόμβο πρόσβασης. Το βασικό μειονέκτημα της πολιτικής αυτής είναι η κακή επαναχρησιμοποίηση των χρονοσχισμών διότι απαιτείται το slot να ολοκληρώσει μια ολόκληρη περιστροφή του δακτυλίου προκειμένου να ελευθερωθεί. Ωστόσο, η πολιτική εγγυάται τη σωστή παράδοση των πακέτων διότι καθώς το πακέτο φτάνει στον αποστολέα αυτόματα είναι σίγουρο ότι παραδόθηκε στον παραλήπτη. Επίσης, ο αποστολέας μπορεί να ελέγξει τα πακέτα προκειμένου να σιγουρευτεί για την αριότητα της πληροφορίας και την αποφυγή σφαλμάτων. Το γεγονός αυτό αποτελεί και το σπουδαιότερο πλεονέκτημα της πολιτικής source stripping. Από την άλλη, στο destination stripping ο κόμβος – προορισμός είναι υπεύθυνος να ελευθερώσει το slot προκειμένου να επαναχρησιμοποιηθεί. Αυτό συνεπάγεται καλύτερη επαναχρησιμοποίηση των χρονοσχισμών(slots) του δακτυλίου σε γενικές γραμμές. Φυσικά δεν υπάρχει μηχανισμός επιβεβαίωσης παράδοσης και η διαδικασία αυτή αφήνεται σε πρωτόκολλα ανώτερου στρώματος, πχ το TCP που διαθέτει τέτοιο μηχανισμό. Η αρχιτεκτονική FR FT⁴ μπορεί να υλοποιήσει μόνο πολιτική destination stripping διότι πολύ απλά ο δέκτης κάθε κόμβου πρόσβασης είναι μόνιμα συντονισμένος σε ένα κανάλι με αποτέλεσμα όταν στέλνει πακέτο σε οποιοδήποτε άλλο κανάλι εκτός αυτού που έχει το δέκτη του δεν μπορεί να παραλάβει το πακέτο αφού ολοκληρώσει μια πλήρη περιστροφή. Για να επιτευχθεί source stripping θα πρέπει να εισαχθεί ένας επιπλέον μηχανισμός σε κάθε κόμβο. Ο κόμβος παραλήπτης του πακέτου θα πρέπει να λαμβάνει το πακέτο και να το μεταφέρει στο κανάλι που είναι συντονισμένος ο δέκτης του αποστολέα. Φυσικά, μια τέτοιου τύπου διαδικασία θα επιφέρει τόσο επιπλέον πολυπλοκότητα στους κόμβους όσο και επιπλέον φορτίο για το δίκτυο για αυτό αποφεύγεται.

Όπως δίνεται εύκολα αντιληπτό στη μελέτη προτιμάται η πολιτική destination stripping μιας και πλεονεκτεί σε θέματα διέλευσης και καθυστέρησης οι οποίες άλλωστε είναι και οι παράμετροι του δικτύου που μας απασχολούν περισσότερο. Η αρχιτεκτονική FR⁴ FT[21] προτείνει και ένα μηχανισμό διαιτησίας μεταξύ των κόμβων προκειμένου να επιτευχθεί δικαιοσύνη στην αποστολή δεδομένων από όλους τους κόμβους πρόσβασης. Συγκεκριμένα, και στις δυο πολιτικές source και destination stripping ο κόμβος που ελευθερώνει το slot δεν επιτρέπεται να το χρησιμοποιήσει όντας υποχρεωμένος να το αφήσει ελεύθερο προκειμένου να χρησιμοποιηθεί από κάποιον επόμενο κόμβο πρόσβασης. Ο συγκεκριμένος μηχανισμός μοιάζει απαραίτητος ειδικά στην περίπτωση του source stripping διότι όταν κάποιος κόμβος καταλάβει ένα slot για να στείλει ένα πακέτο αφού ολοκληρώσει μια περιστροφή στο δακτύλιο θα το γεμίσει και πάλι με επόμενο πακέτο με αποτέλεσμα να μην ελευθερώνεται ποτέ. Στο FR⁴ FT ο μηχανισμός χρησιμοποιείται και στην πολιτική destination stripping για τους ίδιους λόγους. Στην αρχιτεκτονική FR FT⁴ που προτείνεται στην εργασία αυτή δεν εμπεριέχεται αντίστοιχος μηχανισμός διαιτησίας διότι η διαδικασία multihopping εγγυάται την δικαιοσύνη μεταξύ των κόμβων αφού προκαλεί κατά κάποιο τρόπο ανακύκλωση των πακέτων στις χρονοσχισμές. Σε επόμενη ενότητα θα αναλυθεί εκτενέστερα πως επιτυγχάνεται ο μηχανισμός διαιτησίας.



Εικόνα 4.3 : Πολιτική Source Stripping και Destination Stripping με μηχανισμό διαιτησίας προκειμένου να επιτυγχάνεται δικαιοσύνη μεταξύ των κόμβων πρόσβασης του δακτυλίου σε θέματα διέλευσης (throughput)

4.4 MAC protocol

Το πρωτόκολλο πρόσβασης στο μέσο διάδοσης της πληροφορίας δακτυλίου με χρονοσχισμές(slot) περιγράφηκε αναλυτικά στα κεφάλαια 2 και 3. Και οι δυο αρχιτεκτονικές χρησιμοποιούν την τεχνική ανίχνευσης φέροντος με τη βοήθεια υποφερουσών συχνοτήτων. Για την αποστολή πακέτων ανιχνεύεται αν η χρονοσχισμή είναι γεμάτη ή άδεια με την ανίχνευση της ύπαρξης ή της απουσίας της υποφέρουσας αντίστοιχα. Στη διαδικασία λήψης υπάρχουν αρκετές διαφορές στις δυο αρχιτεκτονικές. Στη μεν FR⁴ FT υπάρχουν 16 υποφέρουσες, μια για κάθε κόμβο, διαφορετικών συχνοτήτων στην RF περιοχή. Κάθε υποφέρουσα είναι ένας απλός τόνος τον οποίο όταν αναγνωρίζει ο κόμβος προορισμού αντιλαμβάνεται ότι το επερχόμενο πακέτο προορίζεται για αυτόν και το λαμβάνει. Το θετικό της τεχνολογίας αυτής είναι η μικρή πολυπλοκότητα δηλαδή δεν απαιτείται κάποιου είδους κωδικοποίηση στις υποφέρουσες με αποτέλεσμα η όλη διαδικασία να είναι ιδιαίτερα απλή και κατά επέκταση γρήγορη. Φυσικά, το μειονέκτημα είναι ότι χρειάζονται αριθμός υποφερουσών ίσος με τον αριθμό των κόμβων. Αν ο αριθμός των κόμβων αυξηθεί αισθητά γεγονός αρκετά αναμενόμενο για σύγχρονα μητροπολιτικά δίκτυα τότε ο αριθμός των υποφερουσών αυξάνεται με αποτέλεσμα να χάνεται χρήσιμο εύρος ζώνης για τη διάδοση της βασικής πληροφορίας (payload).

Στον αντίποδα η αρχιτεκτονική FR FT⁴ απαιτείται αριθμός υποφερουσών ίσος με τον αριθμό των καναλιών δηλαδή στην περίπτωση μας μόλις 4. Συνεπώς για να υλοποιηθεί το CSMA/CA χρειάζονται 4 υποφέρουσες διαφορετικών συχνοτήτων της RF περιοχής προκειμένου να διαχωρίζονται εύκολα κατά την αποδιαμόρφωση του οπτικού σήματος. Φυσικά, οι υποφέρουσες δεν είναι απλοί τόνοι όπως στην προηγούμενη αρχιτεκτονική αλλά εμπεριέχουν πληροφορία όπως για παράδειγμα τη διεύθυνση του κόμβου προορισμού του πακέτου προκειμένου όταν κάθε κόμβος πρόσβασης διαβάζει την υποφέρουσα που αντιστοιχεί στο κανάλι λήψης δεδομένων του να γνωρίζει αν το επερχόμενο πακέτο προορίζεται για αυτόν ή κάποιο επόμενο κόμβο και να το δρομολογήσει αναλόγως αφού το λάβει.

Ο ρυθμός διαμόρφωσης της υποφέρουσας είναι χαμηλότερος από το payload προκειμένου να καταλαμβάνει όσο το δυνατόν λιγότερο εύρος ζώνης και παράλληλα να αποφεύγονται όσο το δυνατόν τυχόν σφάλματα διότι ένα σφάλμα στην πληροφορία της υποφέρουσας μπορεί να δημιουργήσει πολύ μεγαλύτερα προβλήματα για το δίκτυο σε σχέση με ένα σφάλμα στο payload. Συνεπώς μπορεί μεν να χρειάζεται αποδιαμόρφωση των υποφερουσών αλλά η πληροφορία την οποία περιέχουν είναι μικρή και κατά επέκταση η επεξεργασία μπορεί να γίνει εύκολα και γρήγορα. Το μεγάλο κέρδος είναι ότι ο αριθμός των υποφερουσών διατηρείται μικρός και μάλιστα ανεξάρτητος από τον αριθμό των κόμβων γεγονός που διευκολύνει και την αναβάθμιση του δικτύου διότι μπορεί να εισαχθούν νέοι κόμβοι χωρίς να χρειαστεί να γίνουν ιδιαίτερες αλλαγές στην υποδομή του ήδη υπάρχοντος δικτύου.

4.5 ΘΕΩΡΗΤΙΚΕΣ ΠΡΟΒΛΕΨΕΙΣ

Για να αναλυθεί θεωρητικά η απόδοση του δικτύου πρέπει πρωτίστως να γίνουν κάποιες υποθέσεις οι οποίες χωρίς να επηρεάσουν ιδιαίτερα την αληθοφάνεια του σεναρίου θα βοηθήσουν αισθητά στους υπολογισμούς. Πρώτον, θεωρούμε ότι οι κόμβοι πρόσβασης είναι κατανεμημένοι ομοιόμορφα χωρικά στο δακτύλιο. Δηλαδή η απόσταση μεταξύ 2 διαδοχικών κόμβων είναι σταθερή όσο αναφορά στο μήκος της οπτικής ίνας που τους διασυνδέει. Δεύτερον, οι κόμβοι που μοιράζονται το ίδιο μήκος κύματος τόσο για την αποστολή δεδομένων στην αρχιτεκτονική $FR^4 FT$ όσο και για τη λήψη δεδομένων στην περίπτωση $FR FT^4$ είναι επίσης ομοιόμορφα κατανεμημένοι χωρικά στο δακτύλιο. Δηλαδή αν ο πρώτος κόμβος για παράδειγμα χρησιμοποιεί το κανάλι 1 τότε και ο πέμπτος κόμβος θα χρησιμοποιεί το ίδιο κανάλι όπως και οι ένατος και ο δέκατος τρίτος (βλ. εικόνα 4.4). Το ίδιο θα ισχύει και για τους υπόλοιπους κόμβους. Με αυτό τον τρόπο χωρίζουμε τους κόμβους στις ακόλουθες ομάδες ανάλογα με το κανάλι που εκπέμπουν ή λαμβάνουν αντίστοιχα στις δυο αρχιτεκτονικές

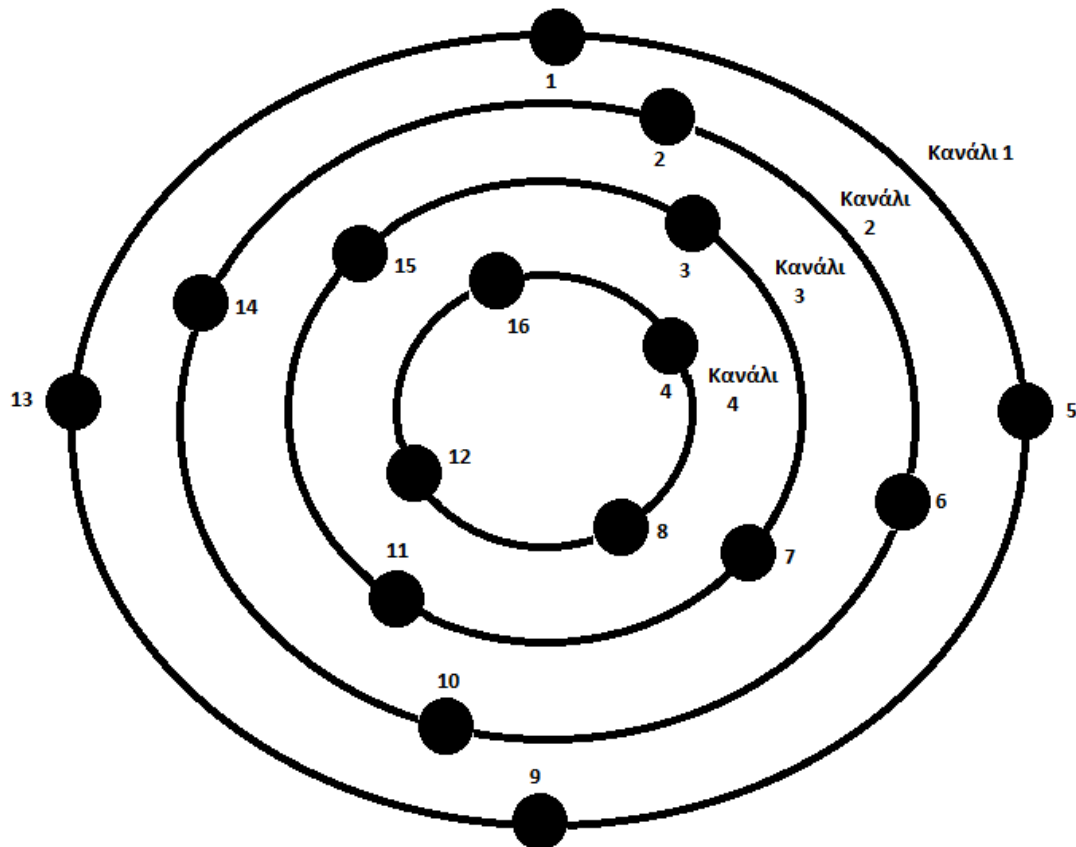
Κανάλι 1 : 1,5,9,13

Κανάλι 2 : 2,6,10,14

Κανάλι 3 : 3,7,11,15

Κανάλι 4 : 4,8,12,16

Αν θεωρήσουμε λοιπόν τους κόμβους n_{i+1} , $i = 0,1,2,3,\dots,N_T$ με τον κάθε ένα να εκπέμπει στο κανάλι με μήκος κύματος λ_{j+1} , $j = 0,1,2,\dots,W$ τότε ισχύει ο τύπος $j = i \bmod W$ (4.4). Όπου \bmod είναι το υπόλοιπο της ακεραίας διαίρεσης του i με το W . Με αυτό τον τρόπο μπορούμε να γνωρίζουμε μέσω της ταυτότητας του κάθε κόμβου το μήκος κύματος στο οποίο εκπέμπει χωρίς ιδιαίτερους υπολογισμούς.



Εικόνα 4.4 : Τοπολογία του δικτύου όσο αναφορά στη μετάδοση για την αρχιτεκτονική $FR^4 FT$ και όσο αναφορά στη λήψη για την αρχιτεκτονική $FR FT^4$

Επειδή η αρχιτεκτονική του δακτυλίου είναι δακτύλιος με χρονοσχισμές(slots) βασικός παράγοντας ο οποίος επηρεάζει την απόδοση του δικτύου είναι η επαναχρησιμοποίηση των slot. Αυτός είναι και ο βασικός λόγος που το χρησιμοποιούμε ως εργαλείο για τον υπολογισμό της απόδοσης του δικτύου, προκειμένου να υπολογίσουμε την διέλευση(throughput) για κάθε κόμβο.

Αρχικά υπάρχουν κάποιες παράμετροι που χρειάζεται να οριστούν προκειμένου να υλοποιήσουμε την ανάλυση μας. Έστω N ο αριθμός των κόμβων που μοιράζονται το ίδιο κανάλι για την αποστολή ή λήψη δεδομένων αντίστοιχα στις δυο αρχιτεκτονικές που μελετάμε $FR^4 FT$ και $FR FT^4$.

$$N = \frac{N_T}{W} = \frac{16}{4} = 4 \quad (4.5)$$

Θεωρούμε την κανονικοποιημένη φυσική απόσταση μιας πλήρους περιστροφής $d = 1$. Στα πλαίσια αυτής της λογικής ορίζεται η κανονικοποιημένη απόσταση ανάμεσα σε δυο διαδοχικούς κόμβους με βάση τον ακόλουθο τύπο

$$d_{i,i+1} = \frac{1}{N_T} = \frac{1}{16} \quad (4.6.1)$$

Μια ακόμα απόσταση την οποία αξίζει να αναφέρουμε και να υπολογίσουμε είναι η απόσταση μεταξύ δυο διαδοχικών κόμβων οι οποίο όμως χρησιμοποιούν το ίδιο κανάλι προκειμένου να λαμβάνουν στην $FR^4 FT$ ή να στέλνουν στην $FR FT^4$ τα δεδομένα τους. Σύμφωνα με την τοπολογία που ήδη περιγράψαμε είναι

$$d_{i,i+4} = \frac{1}{N} = \frac{1}{4} \quad (4.6.2)$$

Μολονότι οι δυο πρώτες παραδοχές τηρούνται αυστηρά στην υλοποίηση της θεωρητικής ανάλυσης προκύπτει με βάση το μαθηματικό μοντέλο ότι στην πράξη δεν είναι τόσο αυστηροί περιορισμοί γεγονός που κάνει το δίκτυο μια ακόμα πιο προσιτή λύση. Στην πραγματικότητα λοιπόν, το δίκτυο πρέπει να έχει τη μορφή της εικόνας 4.4 χωρίς όμως να είναι απαραίτητο οι κόμβοι να είναι ομοιόμορφα κατανεμημένοι. Το μόνο που ουσιαστικά χρειάζεται είναι η μέση τιμή της απόστασης μεταξύ των κόμβων που μοιράζονται το ίδιο μήκος κύματος να ισούται με $1/N$ δηλαδή με βάση τις προδιαγραφές του δικτύου $1/4$. Συνεπώς λοιπόν με βάση αυτό το δεδομένο η υλοποίηση ενός τέτοιου δικτύου είναι ακόμη πιο εύκολη αφού θα ήταν δύσκολο το στήσιμο ενός πραγματικού δικτύου το οποίο να υπακούει σε αυτούς τους περιορισμούς.

Έτσι λοιπόν το δίκτυο και η απόδοση του δείχνει να ανεξαρτητοποιείται ως ένα βαθμό από γεωγραφικούς παράγοντες αφού δεν πρέπει να ξεχνάμε ότι η απόσταση μεταξύ των κόμβων πρόσβασης είναι άρρηκτα συνδεδεμένη από τη φυσική απόσταση μεταξύ των σημείων τα οποία λειτουργούν ουσιαστικά ως κόμβοι πρόσβασης στο μητροπολιτικό δίκτυο.

Ορίζουμε ως συντελεστή επαναχρησιμοποίησης S_r (slot reuse factor) την κανονικοποιημένη απόσταση που πρέπει να διανύσει ένα slot από τη στιγμή που θα καταλειφθεί από ένα πακέτο μέχρι να καταστεί εκ νέου διαθέσιμο προς χρήση. Αν για παράδειγμα το slot πρέπει να ολοκληρώσει μια ολόκληρη περιστροφή προκειμένου να γίνει διαθέσιμο για χρήση τότε ισχύει $S_r = 1$. Στο σημείο αυτό αξίζει να προσεχθεί ιδιαίτερος το γεγονός ότι κατά περίπτωση η στιγμή που το slot αδειάζει μπορεί να μην ταυτίζεται με τη στιγμή που γίνεται διαθέσιμο προς χρήση λόγω του μηχανισμού διαιτησίας που έχει εισαχθεί στην αρχιτεκτονική FR⁴ FT.

Επιπλέον, ορίζουμε ως απόδοση φάσματος (bandwidth efficiency) n , το μέγιστο αριθμό των πακέτων που μπορούν να μεταφερθούν από μια μοναδική χρονοσχιμή κατά τη διάρκεια μιας πλήρους περιστροφής της στο δακτύλιο. Αξίζει να αναφερθεί ως υπενθύμιση ότι το μέγεθος μιας χρονοσχιμής είναι ακριβώς ίσο με το μέγεθος του πακέτου που χρησιμοποιείται από το δίκτυο πρόσβασης (Ethernet). Σύμφωνα λοιπόν με τα παραπάνω ισχύει ο τύπος

$$n = \frac{1}{S_r} \quad (4.7)$$

Με βάση τα δεδομένα του προηγούμενου παραδείγματος προκύπτει $S_r = 1 \Rightarrow n = 1$.

Η τελευταία παραδοχή που πρέπει να γίνει για την υλοποίηση της θεωρητικής ανάλυσης του δικτύου είναι η θεώρηση ότι όλοι κόμβοι στέλνουν σε όλους με την ίδια πιθανότητα. Η παραδοχή αυτή δεν απέχει ιδιαίτερα από την πραγματικότητα αφού η ουσιαστική λειτουργία των μητροπολιτικών δικτύων έγκειται στην επικοινωνία μεταξύ των κόμβων πρόσβασης. Έχουμε λοιπόν

$$P_{ij} = \frac{1}{N_T - 1} = \frac{1}{15} \quad i, j = 0, 1, 2, \dots, N_T - 1 \quad i \neq j \quad (4.8)$$

Αντίθετα με τις προηγούμενες δυο παραδοχές η συγκεκριμένη παραδοχή δεν μπορεί να αρθεί σε καμία περίπτωση διότι καθιστά αδύνατη την θεωρητική ανάλυση του δικτύου και μόνο με τη βοήθεια προσομοίωσης θα μπορούσε να προβλεφθεί η απόδοση του δικτύου.

Μόνο στην περίπτωση του Source Stripping η επιλογή προορισμού δεν επηρεάζει την απόδοση του δικτύου διότι πολύ απλά ο αποστολέας είναι υπεύθυνος να απελευθερώσει το slot, ωστόσο η πολιτική αυτή δεν εξετάζεται στην εργασία αυτή για λόγους που αναλύθηκαν παραπάνω και έχουν να κάνουν με την απόδοση του δικτύου σε θέματα διέλευσης και καθυστέρησης. Από τη στιγμή που αναλύθηκαν όλες οι απαραίτητες παραδοχές συνεχίζουμε στο βασικό σκέλος της ανάλυσης μας. Επικεντρωνόμαστε λοιπόν στην πολιτική destination stripping την οποία έχουμε υιοθετήσει για την μελέτη των επιδόσεων του δικτύου. Συνεπώς για ένα τυχαίο κόμβο i η μέση τιμή της απόστασης την οποία διανύει ένα πακέτο μέχρι να φτάσει στον προορισμό του υπολογίζεται σύμφωνα με τον ακόλουθο τύπο

$$\begin{aligned}
 [d] &= \sum_{\substack{j=1 \\ j \neq i}}^{N_T} P_{ij} * d_{ij} = \sum_{j=1}^{N_T} \frac{1}{N_T - 1} * j * \frac{1}{N_T} = \frac{1}{N_T * (N_T - 1)} \sum_{j=1}^{N_T} j \\
 &= \frac{1}{N_T * (N_T - 1)} * \frac{N_T * (N_T - 1)}{2} = \frac{1}{2} \quad (4.9)
 \end{aligned}$$

Στο σημείο αυτό διακρίνουμε δυο διαφορετικές περιπτώσεις και τις δυο αρχιτεκτονικές που μελετάμε. Στην μεν FR FT⁴ η απόσταση που υπολογίσαμε παραπάνω ταυτίζεται με την απόσταση που διανύει το slot μέχρι να είναι διαθέσιμο προκειμένου να επαναχρησιμοποιηθεί διότι πολύ απλά ο κόμβος που αδειάζει τη χρονοσχισμή μπορεί να το χρησιμοποιήσει χωρίς επιπλέον καθυστερήσεις.

Από την άλλη στην αρχιτεκτονική FR⁴ FT υπάρχει ο μηχανισμός διαιτησίας των κόμβων ο οποίος περιορίζει τον κόμβο που αδειάζει το slot από το να το γεμίσει με ένα δικό του προς αποστολή πακέτο. Είναι υποχρεωμένος να το αφήσει ελεύθερο ώστε να χρησιμοποιηθεί από κάποιον επόμενο κόμβο.

Συνεπώς η μέση απόσταση την οποία πρέπει να διασχίσει το slot προκειμένου να χρησιμοποιηθεί εκ νέου είναι η απόσταση που υπολογίσαμε παραπάνω επαυξημένη κατά την απόσταση μέχρι το κοντινότερο επόμενο κόμβο ο οποίος χρησιμοποιεί το ίδιο κανάλι για την αποστολή των δεδομένων του. Αυτή η απόσταση υπολογίστηκε ως $1/N$ (3.6), όπου N : αριθμός των κόμβων που μοιράζονται το ίδιο κανάλι για την αποστολή των δεδομένων τους.

Έτσι λοιπόν έχουμε τα ακόλουθα δεδομένα

$$[d_{FR^4FT}] = \frac{1}{2} + \frac{1}{N} = \frac{N+2}{2N} = \frac{3}{4} \quad (4.10)$$

$$[d_{FR FT^4}] = \frac{1}{2} \quad (4.11)$$

Η μέση τιμή της κανονικοποιημένης απόστασης που διανύει το πακέτο ή κατά επέκταση η χρονοσχισμή μέχρι να είναι διαθέσιμο ώστε να επαναχρησιμοποιηθεί ταυτίζεται με τον παράγοντα επαναχρησιμοποίησης των slot S_r οπότε

$$[S_{r,FR^4FT}] = \frac{1}{2} + \frac{1}{N} = \frac{N+2}{2N} = \frac{3}{4} \quad (4.12)$$

$$[S_{r,FR FT^4}] = \frac{1}{2} \quad (4.13)$$

Με δεδομένο πως η απόδοση φάσματος η είναι αντίστροφη του παράγοντα επαναχρησιμοποίησης χρονοσχισμών (4.7) ισχύει

$$n_{FR^4FT} = \frac{2N}{N+2} = \frac{4}{3} \quad (4.14)$$

$$n_{FR FT^4} = 2 \quad (4.15)$$

Όπως γίνεται εύκολα αντιληπτό με μια πρώτη ματιά η αρχιτεκτονική FR FT⁴ δείχνει να υπερέχει στο θέμα απόδοσης του δικτύου της FR⁴ FT διότι πολύ απλά δεν υπάρχει ο περιορισμός του μηχανισμού διαιτησίας. Αξίζει να σημειωθεί ότι στην περίπτωση της αρχιτεκτονικής FR⁴ FT από την σχέση 4.14 φαίνεται η εξάρτηση της απόδοσης του δικτύου από τον αριθμό των κόμβων που μοιράζονται το ίδιο κανάλι. Ουσιαστικά, όσο αυξάνεται ο αριθμός των κόμβων που μοιράζονται το ίδιο κανάλι (N), τόσο μειώνεται η μεταξύ τους κανονικοποιημένη απόσταση συνεπώς τόσο μικρότερη απόσταση διανύει η χρονοσχισμή από τη στιγμή που θα αδειάσει μέχρι να καταστεί διαθέσιμη για χρήση. Βασικά μειώνεται η επίδραση του μηχανισμού διαιτησίας. Η τιμή της απόδοσης αυξάνεται και προσεγγίζει ασυμπτωτικά την τιμή 2 δηλαδή την τιμή της απόδοσης της αρχιτεκτονικής FR FT⁴.

Φυσικά απώτερος σκοπός της συγκεκριμένης θεωρητικής ανάλυσης του δικτύου είναι ο υπολογισμός της διέλευσης (throughput). Υποθέτοντας ότι όλοι οι κόμβοι πρόσβασης μεταδίδουν με τον ίδιο ρυθμό (transmission rate), γεγονός που προσεγγίζει αρκετά καλά την πραγματικότητα αφού όλα τα δίκτυα πρόσβασης πίσω από τους κόμβους λειτουργούν με Ethernet. Τότε λοιπόν η μέγιστη τιμή της διέλευσης (S_{max}) δίνεται από τον ακόλουθο τύπο με βάση την απόδοση φάσματος

$$S_{max} = \frac{n * R}{N} \quad (4.16)$$

Με βάση τις προδιαγραφές του δικτύου και τις αποδόσεις φάσματος των δυο αρχιτεκτονικών που μελετάμε προκύπτουν τα ακόλουθα αποτελέσματα όσο αναφορά στη μέγιστη τιμή της διέλευσης για ένα τυχαίο κόμβο.

$$S_{max,FR^4FT} = \frac{n * R}{N} = \frac{\frac{4}{3} * 2500}{4} = 833 \text{ Mbps} \quad (4.17)$$

$$S_{max,FR FT^4} = \frac{n * R}{N} = \frac{2 * 2500}{4} = 1.250 \text{ Mbps} \quad (4.18)$$

Φυσικά στην περίπτωση FR FT⁴ δεν είναι δυνατόν η διέλευση του κόμβου να φτάσει στα 1,25 Gbps διότι πολύ απλά ο κόμβος είναι συνδεδεμένος και τροφοδοτείται ουσιαστικά από δίκτυο Ethernet η μέγιστη τιμή της κίνησης του οποίου φτάνει μόλις το 1 Gbps. Συνεπώς, από τη στιγμή που δεν γίνεται ο ρυθμός εξόδου πληροφορίας από τον κόμβο στο μητροπολιτικό δίκτυο (throughput) να γίνει μεγαλύτερος από το ρυθμό εισόδου από το τοπικό δίκτυο τότε αναμένεται ο μέγιστος ρυθμός εισόδου του κόμβου να φτάσει τα 1 Gbps.

Παρόλα αυτά είναι θεμιτό η μέγιστη διέλευση του δικτύου να είναι μεγαλύτερη από το ρυθμό εισόδου τόσο για την εύρυθμη λειτουργία του δικτύου τόσο και για μια μελλοντική αναβάθμιση του τοπικού δικτύου που τροφοδοτεί τον κόμβο με κίνηση. Επίσης, όπως ήταν αναμενόμενο η μέγιστη τιμή της διέλευσης στην αρχιτεκτονική FR FT⁴ είναι υψηλότερη από την FR⁴ FT και μάλιστα πολύ αισθητά αφού το ποσοστό βελτίωσης ανέρχεται στο 50 %. Το ποσοστό αυτό έρχεται να επιβεβαιώσει το μεγάλο κόστος σε απόδοση που επιφέρει ο μηχανισμός διαιτησίας μεταξύ των κόμβων που προτάθηκε στην αρχιτεκτονική FR⁴ FT. Αξίζει να σχολιαστεί η περίπτωση που η κίνηση όλων των κόμβων δεν είναι ίδια δηλαδή δεν ισχύει η τελευταία υπόθεση που κάναμε προκειμένου να βγάλουμε τον τύπο 4.16 διότι σε ένα μητροπολιτικό δίκτυο πάντα υπάρχει ένας κόμβος (POP) ο οποίος ενώνει το MAN με ένα WAN και ουσιαστικά λειτουργεί και ως πύλη προς το διαδίκτυο. Πίσω από αυτό τον κόμβο λοιπόν δεν λειτουργεί δίκτυο Ethernet αλλά συνήθως ATM για αυτό και η κίνηση του συγκεκριμένου κόμβου διαφέρει από αυτή των υπολοίπων. Κάθε υπόθεση ή ανάλυση για την περίπτωση αυτή θεωρείται αρκετά επισφαλής και δεν κρίνεται σκόπιμο να αναφερθεί, μόνο μέσω προσομοίωσης μπορούν να βγουν ασφαλή συμπεράσματα για την περίπτωση αυτή.

ΚΕΦΑΛΑΙΟ 5

ΑΝΑΛΥΣΗ ΠΡΟΣΟΜΟΙΩΣΗΣ ΔΙΚΤΥΟΥ

5.1 Εισαγωγή

Σύμφωνα με το [29] υπάρχουν τρεις βασικές μέθοδοι ανάλυσης ενός συστήματος όπως είναι τα δίκτυα, η ανάλυση με τη βοήθεια ενός μαθηματικού μοντέλου, η προσομοίωση και οι μετρήσεις. Η θεωρητική ανάλυση ενός δικτύου χρησιμοποιεί μαθηματικά μοντέλα τα οποία περιγράφουν και προσεγγίζουν το πραγματικό πρόβλημα. Το βασικό πλεονέκτημα της μεθόδου είναι ότι συνήθως είναι η πιο γρήγορη μέθοδος και μάλιστα σχεδόν μηδενικού κόστους από τη στιγμή που δεν απαιτεί εξοπλισμό καθώς και όργανα μετρήσεων. Παρόλα αυτά τα αναλυτικά μαθηματικά μοντέλα, τα οποία κατά βάση χρησιμοποιούνται, δεν μπορούν να λύσουν το πρόβλημα παρά μόνο να προσεγγίσουν τη λύση του. Συνήθως απαιτείται να γίνουν κάποιες υποθέσεις – παραδοχές προκειμένου να απλοποιηθεί το πρόβλημα και να βρεθεί αναλυτική λύση. Για αυτό το λόγο λοιπόν πολλές φορές η ακρίβειά τους καθώς και η αξιοπιστία τους είναι υπό αμφισβήτηση. Η προσομοίωση χρησιμοποιείται προκειμένου να μοντελοποιήσει ένα σύστημα και να προβλέψει τη συμπεριφορά του, συνήθως με τη βοήθεια ενός προγράμματος το οποίο υλοποιείται με τη βοήθεια υπολογιστή. Η μορφή του προγράμματος πρέπει να είναι κατάλληλη προκειμένου να έχει ως έξοδο ποικίλα χαρακτηριστικά και ιδιότητες του συστήματος που σχετίζονται με την εκάστοτε μελέτη. Σε γενικές γραμμές, η προσομοίωση ως μέθοδος είναι πιο ακριβής σε σχέση με τα αναλυτικά μοντέλα αφού μπορεί να εμπεριέχει περισσότερες λεπτομέρειες του συστήματος και να είναι εξαιρετικά πιο εξειδικευμένη. Επιπλέον, δεν απαιτούνται παραδοχές ή τουλάχιστον πολύ λιγότερες σε σχέση με τα μαθηματικά μοντέλα γεγονός που κάνει τα αποτελέσματα πιο αξιόπιστα και πιο κοντά στην πραγματικότητα.

Η συνεχώς αυξανόμενη υπολογιστική ισχύς όπως και πληθώρας software εφαρμογών προσομοίωσης έχει αναδείξει τη συγκεκριμένη μέθοδο ως εξαιρετικά ελκυστική επιλογή. Η τρίτη τεχνική, ανάλυση συστήματος με τη βοήθεια μετρήσεων, ουσιαστικά αποτελεί την πιο αξιόπιστη και ακριβή μέθοδο. Πρόκειται για μετρήσεις που γίνονται σε πραγματικά συστήματα – δίκτυα με τη βοήθεια network analyser. Φυσικά το μεγαλύτερο μειονέκτημα της είναι εκτός του κόστους του εξοπλισμού που χρειάζεται για τις μετρήσεις, είναι η ύπαρξη ενός πρωτότυπου δικτύου προκειμένου να γίνουν οι μετρήσεις. Συνεπώς όσο αναφορά στην περίπτωση αυτή δεν πρόκειται για μέθοδο πρόβλεψης των επιδόσεων ενός δικτύου προκειμένου να αξιολογηθεί η επιχειρηματική του αξία και να εξεταστεί υλοποίησή του. Πρακτικά οι μετρήσεις γίνονται σε ένα ήδη υπάρχον δίκτυο ούτως ώστε να μελετηθούν τα πλεονεκτήματα και τα μειονεκτήματα της αρχιτεκτονικής και των πρωτοκόλλων. Τα αποτελέσματα και τα συμπεράσματα της ανάλυσης χρησιμοποιούνται στην ανάπτυξη και βελτίωση νέων συστημάτων ή ακόμα και για τη βελτίωση της ακρίβειας των δυο προηγούμενων μεθόδων.

Το προς μελέτη δίκτυο καθώς και αναλυτικό μαθηματικό μοντέλο για την μελέτη των επιδόσεων του περιγράφηκε αναλυτικά στην προηγούμενη ενότητα. Σε αυτή την ενότητα θα αναλυθεί η υλοποίηση ενός προσομοιωτικού μοντέλου για την ανάλυση των επιδόσεων του δικτύου σε θέματα διέλευσης, καθυστέρησης καθώς και απώλειας πακέτων. Η προσομοίωση αποτελεί μοντέλο διακριτών γεγονότων δηλαδή, το δίκτυο μοντελοποιείται ως μια ακολουθία διακριτών γεγονότων τα οποία θεωρούμε ότι λαμβάνουν χώρα ταυτόχρονα αφού υποθέτουμε πως δεν περνά χρόνος ανάμεσα στα δυο γεγονότα όπως επίσης και ότι δεν συμβαίνουν άλλα γεγονότα στο μεσοδιάστημα. Το γεγονός ότι ο δακτύλιος όπως περιγράψαμε στην ενότητα 3 λειτουργεί με χρονοσχισμές επιτρέπει μια τέτοιου τύπου μοντελοποίηση αφού η άφιξη των slot στους κόμβους γίνεται ταυτόχρονα και σε συγκεκριμένες χρονικές στιγμές. Αναλυτικότερα θα αναφερθούμε στη συνέχεια για την προσομοίωση διακριτών γεγονότων (discrete event simulation).

Στην αγορά κυκλοφορούν πληθώρα προγραμμάτων προσομοίωσης δικτύων ωστόσο προτιμήθηκε να δημιουργηθεί από την αρχή ένα πρόγραμμα με σκοπό την μελέτη του δικτύου που περιγράφηκε στο προηγούμενο κεφάλαιο. Ο βασικός λόγος της επιλογής αυτής είναι ότι τα δίκτυα που μελετώνται βρίσκονται ακόμη σε πειραματικό επίπεδο και η υλοποίηση της εκάστοτε καινοτομίας δεν ήταν δεδομένη από κανένα προσομοιωτή. Επίσης, η μελέτη ενός έτοιμου πακέτου προσομοίωσης απαιτεί αρκετά μεγάλο χρονικό διάστημα και εμπεριέχει μικρό εκπαιδευτικό κέρδος, αφού άλλωστε σκοπός ενός μηχανικού δεν είναι η εκμάθηση ενός εργαλείου αλλά η δημιουργία του. Έτσι λοιπόν αποφασίστηκε να δημιουργηθεί ένα πρόγραμμα εκ του μηδενός με τη βοήθεια του οποίου υλοποιήθηκαν όλα τα κομμάτια του δικτύου (διάυλος, κόμβος κλπ) και συνδέθηκαν μεταξύ τους ώστε να αλληλεπιδρούν με βάση του κανόνες του εκάστοτε πρωτοκόλλου.

5.2 Σχεδίαση Προγράμματος Προσομοίωσης

Για τη μελέτη των επιδόσεων του δικτύου δημιουργήθηκε ένα πρόγραμμα προσομοίωσης διακριτών γεγονότων. Η γλώσσα προγραμματισμού που χρησιμοποιήθηκε είναι βασικά το matlab και σε ορισμένα σημεία όπου κρίθηκε ανεπαρκές χρησιμοποιήθηκε η C, ώστε να δημιουργηθούν όλα τα κομμάτια του δικτύου και να συνδυαστούν μεταξύ τους για τη λειτουργία του. Το βασικό πλεονέκτημα της συγκεκριμένης τεχνικής είναι ότι το αρχικό και ιδιαίτερα πολύπλοκο πρόβλημα διαχωρίζεται σε μικρότερα και λιγότερο πολύπλοκα προβλήματα τα οποία μπορούμε εύκολα να διαχειριστούμε. Προτιμήθηκε το matlab σε σχέση με τη C ή τη Java για παράδειγμα λόγω βασικά της φιλικότητας του προς το χρήστη και της ευκολίας με την οποία διαχειρίζεται μεγάλο όγκο δεδομένων ειδικά όταν αυτά βρίσκονται σε μορφή πίνακα. Ωστόσο, η αλήθεια είναι πως το matlab δεν είναι σχεδιασμένο για προσομοίωση δικτύων και για αυτό το λόγο υπήρξαν σημεία που το matlab κρίθηκε ανεπαρκές και αναξιόπιστο. Στα σημεία αυτά χρησιμοποιήθηκε η γλώσσα C η αξιοπιστία της οποίας είναι αδιαμφισβήτητη και συνδέθηκε με το υπόλοιπο πρόγραμμα με τη βοήθεια αρχείου το οποίο η C δημιουργεί και το matlab διαβάζει.

5.2.1 Προσομοίωση Διακριτών Γεγονότων

Η διάταξη του δικτύου δηλαδή ο παλυδιαυλικός δακτύλιος με χρονοσχισμές μοντελοποιείται ιδανικά ως μια ακολουθία διακριτών γεγονότων διότι η περιστροφή των χρονοσχισμών υλοποιείται εύκολα με διακριτό τρόπο. Γνωρίζοντας όλες τις παραμέτρους του φυσικού επιπέδου όπως το μήκος πακέτου, τη χωρητικότητα των διαύλων συνεπώς και το χρόνο μετάδοσης όπως επίσης το χρόνο διάδοσης και το μήκος της ίνας μπορούμε εύκολα να μοντελοποιήσουμε τη διαδικασία διάδοσης – περιστροφής των χρονοσχισμών στο δακτύλιο χωρίς να χάσουμε σε ακρίβεια ή αξιοπιστία. Βασικά στην υλοποίηση της προσομοίωσης του δικτύου υπάρχουν δυο χρονικές στιγμές καίριας σημασίας. Πρώτον όταν η χρονοσχισμή φτάνει στον κόμβο και δεύτερον όταν αποχωρεί από αυτόν. Την μοναδική πληροφορία που ο κόμβος πρέπει να γνωρίζει όταν η χρονοσχισμή καταφθάνει είναι ουσιαστικά αν είναι άδεια ή γεμάτη γεγονός που επιτυγχάνεται με τη βοήθεια των υποφερουσών συχνοτήτων όπως περιγράψαμε και στην ενότητα 2. Ο χρόνος από τη στιγμή που η χρονοσχισμή καταφθάνει στον κόμβο μέχρι να φύγει είναι γνωστή σταθερή παράμετρος του δικτύου και μάλιστα χάριν απλότητας, χωρίς όμως να χάνουμε σε ακρίβεια, θεωρείται ίση με το χρόνο μετάδοσης ενός πακέτου. Επιπλέον, ο χρόνος από τη στιγμή που μια χρονοσχισμή αποχωρεί από τον κόμβο μέχρι να καταφθάσει η επόμενη θεωρείται ουσιαστικά μηδενικός. Αξίζει να σημειωθεί πως ο χρόνος επεξεργασίας των υποφερουσών συχνοτήτων ο οποίος άλλωστε ισούται και με το χρόνο που καθυστερεί το οπτικό σήμα στη γραμμή καθυστέρησης (delay line) από το slot manager μέχρι το smart drop θεωρείται μηδενικός στην προσομοίωση. Επίσης με βάση την υλοποίηση του hornet η διαδικασία αποστολής και λήψης συμβαίνουν ταυτόχρονα συνεπώς δεν απαιτείται χρόνος ίσος με τα διπλάσιο του χρόνου μετάδοσης για τη λήψη και αποστολή πακέτων αλλά ένας χρόνος μετάδοσης και για τις δυο διαδικασίες. Με αυτό τον τρόπο το μικρότερο δυνατό χρονικό διάστημα που μπορεί να υπάρξει κατά τη διάρκεια της λειτουργίας του δικτύου είναι ο χρόνος μετάδοσης ενός πακέτου. Ο χρόνος από συνεχής μεταβλητή μετατρέπεται σε διακριτή η οποία αυξάνεται κατά το χρόνο μετάδοσης ενός πακέτου κάθε φορά μια χρονοσχισμή περνάει από έναν κόμβο.

Μάλιστα τη συγκεκριμένη χρονική μονάδα την κανονικοποιούμε στη μονάδα για απλούστευση των υπολογισμών που εκτελεί το πρόγραμμα αλλά και αυτών που εκτελούνται με το χέρι για να επαληθεύσουν την αξιοπιστία του κώδικα. Αναμφίβολα λοιπόν η παραπάνω παραδοχή απλοποιεί σχετικά το πρόβλημα, ωστόσο η δημιουργία ενός προγράμματος προσομοίωσης εξακολουθεί να αποτελεί μια εξαιρετικά πολύπλοκη διαδικασία η οποία απαιτεί εξαιρετική ακρίβεια σε μεγάλο όγκο αποτελεσμάτων προκειμένου να οδηγηθούμε σε ασφαλή συμπεράσματα για τις επιδόσεις του δικτύου.

Επιπλέον, η κίνηση του δικτύου πρέπει να είναι όσο το δυνατόν πιο ρεαλιστική διότι όλα τα αποτελέσματα είναι άκρως ευαίσθητα στην κίνηση που χρησιμοποιείται στην προσομοίωση. Για το λόγο αυτό μάλιστα χρησιμοποιήθηκε C και όχι matlab για τη δημιουργία κίνησης προκειμένου να είναι όσο το δυνατόν πιο αξιόπιστη αφού εμπλέκεται και ο παράγοντας της τυχαιότητας. Φυσικά, δεν πρέπει να ξεχνάμε ότι το βασικό μέλημα της προσομοίωσης είναι η αξιολόγηση των επιδόσεων του δικτύου. Ακολουθώντας παραδείγματα από πληθώρα παρόμοιων μελετών οι βασικές παράμετροι που λαμβάνονται υπόψη είναι η διέλευση του εκάστοτε κόμβου(throughput), η καθυστέρηση ουράς(buffer delay) δηλαδή η καθυστέρηση που υφίσταται ένα πακέτο όσο βρίσκεται στους καταχωρητές, η καθυστέρηση του πακέτου από τη στιγμή της γέννησης του μέχρι να καταφθάσει στον προορισμό του(total delay) καθώς και η πιθανότητα απώλειας πακέτου(packet dropping probability). Όλες λοιπόν οι παραπάνω παράμετροι πρέπει να μετρηθούν με ακρίβεια καθώς και πληθώρας δειγμάτων προκειμένου να προκύψουν ασφαλή συμπεράσματα. Ο αριθμός των δειγμάτων αποτελεί ζήτημα βαρύνουσας σημασίας διότι η μέση τιμή πρέπει να βασίζεται σε όσο το δυνατόν μεγαλύτερο δείγμα. Επιπλέον, εκτός από τις μετρήσεις για τα αποτελέσματα το πρόγραμμα είναι σχεδιασμένο να κάνει και μετρήσεις για λόγους ελέγχου της ορθότητας του. Έτσι λοιπόν προκύπτει τεράστιος όγκος αποτελεσμάτων τα οποία για διάφορους λόγους απαιτούν περεταίρω επεξεργασία.

5.3 Υλοποίηση Προγράμματος Προσομοίωσης

Η υλοποίηση ενός προσομοιωτή δικτύου αποτελεί ιδιαίτερα πολύπλοκο πρόβλημα και εξαιρετικά δυσεπίλυτο αν δεν διαχωριστεί σε επιμέρους απλούστερα. Έτσι λοιπόν, για την υλοποίηση του δικτύου σε πρώτη φάση υλοποιούμε μικρότερες οντότητες όπως για παράδειγμα ο κόμβος και ο δίαυλος, στη συνέχεια φροντίζουμε οι διάφορες οντότητες να αλληλεπιδράσουν μεταξύ τους με βάση τους κανόνες που διέπουν το εκάστοτε πρωτόκολλο λειτουργίας του δικτύου. Έτσι, η προσομοίωση αναλύεται σε επιμέρους στοιχεία (components) τα οποία αποτελούν μεταβλητές πληθώρας διαδικασιών και υποπρογραμμάτων. Κάθε διαδικασία προσομοιώνει μια από τις επιμέρους λειτουργίες του δικτύου όπως η αποστολή ή λήψη πακέτου.

5.3.1 Components

Δίαυλος – Χρονοσχισμές - Πακέτα

Στο σημείο αυτό θα γίνει μια αναλυτική περιγραφή της προσομοίωσης ενώ ο κώδικας παρατίθεται στο παράρτημα 1. Ξεκινάμε με το δίαυλο ο οποίος μοντελοποιείται ως ένας πίνακας δεκαδικών διπλής ακρίβειας ώστε να έχουμε όσο το δυνατόν περισσότερη μνήμη διαθέσιμη μολονότι χρησιμοποιούμε ουσιαστικά μόνο το ακέραιο μέρος του δεκαδικού. Έχει 4 γραμμές όσα και τα κανάλια που χρησιμοποιήθηκαν στην ίνα και όσο αναφορά στις στήλες, στο σενάριο που τρέχουμε είναι όσες και οι χρονοσχισμές που χωρούν σε ένα μήκος κύματος του δακτυλίου δηλαδή 144 slots/wavelength (βλ. Πίνακα 3.1). Έτσι, λοιπόν, η διάδοση των πακέτων που ταυτίζεται ως διαδικασία με την περιστροφή των χρονοσχισμών στο δακτύλιο δεν είναι πάρα μια απλή αντιγραφή όλων των στοιχείων του πίνακα στη διπλανή θέση. Επειδή το σύστημα που αναπαριστά το δίαυλο είναι κυκλικό ενώ ο πίνακας ουσιαστικά αποτελείται από γραμμές και στήλες για να μεταφέρουμε το τελευταίο στοιχείο της εκάστοτε γραμμής στην πρώτη θέση κατά τη διαδικασία της περιστροφής των χρονοσχισμών χρησιμοποιούμε τη συνάρτηση υπολοίπου ακεραίας διαίρεσης (mod). Στο σημείο αυτό τίθεται το εξής ερώτημα, τελικά τι είναι τα στοιχεία του πίνακα – δίαυλος χρονοσχισμές ή πακέτα;

Η απάντηση είναι απλή ουσιαστικά η θέση του πίνακα είναι η χρονοσχισμή ενώ το περιεχόμενο είναι το πακέτο, όπως στην πραγματικότητα τα πακέτα φορτώνονται στις χρονοσχισμές έτσι και στην προσομοίωση τα πακέτα αντιγράφονται στις θέσεις του πίνακα. Ωστόσο, πως μπορούμε να αναπαραστήσουμε ένα πακέτο ως έναν απλό ακέραιο αριθμό. Και πάλι η απάντηση βρίσκεται στο φυσικό επίπεδο, όπου το πακέτο δεν είναι παρά ένας απλός συρμός από bit, με την ίδια λογική στην προσομοίωση μας το πακέτο δεν είναι παρά μια σειρά 11 παρατεταγμένων μονοψήφιων φυσικών αριθμών. Όπως και στα πραγματικά πακέτα γνωρίζουμε ότι οι 2 πρώτοι αριθμοί είναι η διεύθυνση του αποστολέα, οι 2 επόμενοι η διεύθυνση του παραλήπτη και τα 7 τελευταία ψηφία αντιπροσωπεύουν τις κανονικοποιημένες χρονικές μονάδες στις οποίες αναφερθήκαμε σε προηγούμενη παράγραφο και αναπαριστούν τη στιγμή γέννησης του πακέτου. Ο λόγος ύπαρξης των συγκεκριμένων 7 ψηφίων είναι ότι εξυπηρετούν στη μέτρηση της καθυστέρησης από τη στιγμή δημιουργίας του πακέτου μέχρι να φτάσει στον προορισμό του. Για τις ανάγκες της προσομοίωσης και των αποτελεσμάτων που απαιτεί η μελέτη των επιδόσεων του δικτύου δεν μας χρειάζεται η ύπαρξη κάποιου άλλου πεδίου στα πακέτα ούτε φυσικά περεταίρω περιεχόμενου. Για παράδειγμα το πακέτο 12050234000 έχει αποστολέα τον κόμβο 12, παραλήπτη τον κόμβο 5 γεννήθηκε μετά από 0234000 χρονικές μονάδες από την έναρξη της προσομοίωσης οι οποίες στο σημείο αυτό να πούμε ότι ταυτίζονται με την ελάχιστη χρονική μονάδα της προσομοίωσης δηλαδή πρόκειται ουσιαστικά 0234000 χρόνους μετάδοσης πακέτου. Για να λάβουμε την πληροφορία από το πακέτο χρησιμοποιούμε τις παρακάτω συναρτήσεις

$$\text{delay} = \text{packet} \bmod 10^7$$

$$\text{destination} = (\text{packet} \bmod 10^9 - \text{delay}) / 10^7$$

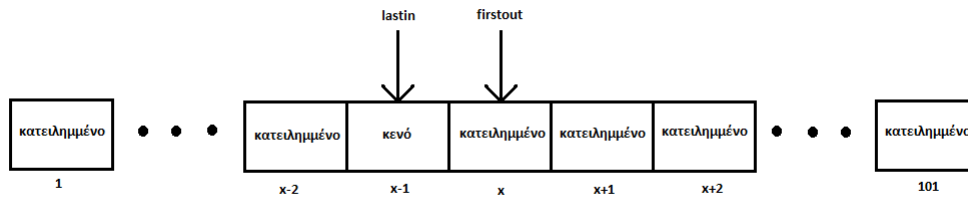
$$\text{source} = (\text{packet} - \text{destination} * 10^7 - \text{delay}) / 10^9$$

Κόμβοι – Καταχωρητές

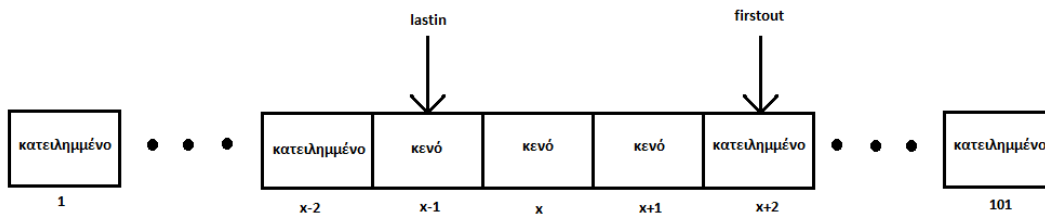
Εξίσου μεγάλο ενδιαφέρον παρουσιάζουν οι κόμβοι ο καθένας από τους οποίους έχει ένα καταχωρητή 100 θέσεων στην πρώτη περίπτωση FR⁴ FT ή 4 καταχωρητές των 25 θέσεων στη δεύτερη FR FT⁴. Κάθε κόμβος χαρακτηρίζεται από έναν αριθμό, ταυτότητα και από τη θέση του στον δισδιάστατο πίνακα που αναπαριστά το δίαυλο πάντα με βάση τις παραδοχές που αναφέρθηκαν σε προηγούμενη ενότητα (βλ. επίπεδο μετάδοσης δεδομένων). Όσο για τους καταχωρητές στην περίπτωση FR⁴ FT δεν είναι παρά απλοί buffers με λειτουργία FIFO (first in – first out) έτσι για να τους μοντελοποιήσουμε χρησιμοποιούμε ένα πίνακα 2 διαστάσεων με αριθμό γραμμών όσο και οι κόμβοι και αριθμό στηλών 101, ένα παραπάνω από όσο είναι η χωρητικότητα του κάθε buffer, ο λόγος ύπαρξης αυτής της μιας επιπλέον θέσης θα αναλυθεί εκτενώς στη συνέχεια. Επιπλέον, σε κάθε γραμμή του πίνακα δείχνουν 2 δείκτες, ο ένας στο τελευταίο στοιχείο που μπήκε στον πίνακα (lastin) και ο άλλος στο πρώτο υποψήφιο προς αποχώρηση (firstout). Οι δείκτες επίσης υλοποιούνται με τη βοήθεια πίνακα. Συγκεκριμένα ο δείκτης lastin είναι ένας μονοδιάστατος πίνακας θέσεων ίσων με τον αριθμό των κόμβων δηλαδή 16 στην περίπτωση μας, κάθε στοιχείο του πίνακα αναγράφει σε ποια θέση του πίνακα – buffer δείχνει ο δείκτης του εκάστοτε κόμβου δηλαδή σε ποια θέση μπήκε το τελευταίο πακέτο, το ίδιο ακριβώς ισχύει και με τον πίνακα που υλοποιεί το δείκτη firstout σε κάθε κόμβο. Για παράδειγμα υποθέτουμε ότι στην τέταρτη θέση του πίνακα lastin είναι ο αριθμός 55, αυτό σημαίνει ότι στον καταχωρητή του κόμβου με αριθμό τέσσερα ο δείκτης lastin δείχνει στην πεντηκοστή πέμπτη θέση, δηλαδή το τελευταίο πακέτο που μπήκε στον συγκεκριμένο καταχωρητή βρίσκεται σε αυτή τη θέση. Κάθε φορά που ένα πακέτο αποχωρεί από τον καταχωρητή κάποιου κόμβου ο δείκτης firstout μετακινείται μια θέση δεξιά και όταν μπαίνει ένα πακέτο στον καταχωρητή ο δείκτης lastin επίσης κάνει την ίδια κίνηση. Ουσιαστικά λοιπόν, οι δείκτες σαρώνουν την κάθε γραμμή του πίνακα καταχωρητών και με τη βοήθεια της συνάρτησης ακέραιας διαίρεσης (mod) ακριβώς με τον ίδιο τρόπο όπως και στον πίνακα - δίαυλο όταν φτάσουν στη τελευταία θέση του πίνακα η επόμενη κίνηση είναι να περάσουν στην πρώτη θέση.

Με αυτό τον τρόπο επιλέγονται κάθε φορά τα κατάλληλα πακέτα για αντιγραφή από τους καταχωρητές στο δίαυλο την κατάλληλη χρονική στιγμή για κάθε κόμβο. Επιπλέον με τη βοήθεια των δυο δεικτών μπορούμε να ελέγχουμε αν ο καταχωρητής είναι γεμάτος και το επόμενο πακέτο που θα επιχειρήσει να εισέλθει θα πρέπει να απορριφθεί. Για να αναλύσουμε τη διαδικασία ελέγχου για το αν είναι πλήρης ο καταχωρητής πρέπει πρώτα να εξηγηθεί η χρησιμότητα της επιπλέον θέσης του καταχωρητή. Όπως προαναφέρθηκε ο καταχωρητής υλοποιείται με τη βοήθεια πίνακα ωστόσο λειτουργεί ως λίστα χωρίς φυσικά να υφίσταται δυναμική παραχώρηση μνήμης. Όπως λοιπόν στις λίστες με δυο δείκτες οι οποίες λειτουργούν με πρακτική FIFO συνηθίζεται ο δείκτης `lastin` να μην δείχνει στο τελευταίο στοιχείο της λίστας αλλά σε μια επόμενη θέση η οποία ουσιαστικά παραμένει κενή. Για αυτό όταν ο καταχωρητής είναι πλήρης εμπεριέχει 100 πακέτα δηλαδή 100 θέσεις γεμάτες και μια θέση κενή στην οποία δείχνει ο δείκτης `lastin` και το περιεχόμενο της είναι κενό ή ουσιαστικά το περιεχόμενο της συγκεκριμένης θέσης του πίνακα είναι το μηδέν.

Όσο αναφορά στον έλεγχο της πληρότητας των καταχωρητών καθώς ο δείκτης `lastin` σαρώνει τον πίνακα κάθε φορά που ένα πακέτο επιχειρεί να εισέλθει στον καταχωρητή ελέγχουμε τους δυο δείκτες (`lastin`, `firstout`). Σε περίπτωση που ο δείκτης `lastin` βρίσκεται ακριβώς μια θέση αριστερά από τον `firstout` σημαίνει πως όλες οι θέσεις του καταχωρητή είναι γεμάτες και το εισερχόμενο πακέτο πρέπει να απορριφθεί (βλ. εικόνα 5.1, 5.2). Όταν αφαιρείται ένα πακέτο από τον καταχωρητή προκειμένου να σταλεί στο δίαυλο τότε το πακέτο αντιγράφεται από τον καταχωρητή στον πίνακα που αναπαριστά το δίαυλο διαγράφεται από τον πίνακα καταχωρητή και ο δείκτης `firstout` μετακινείται μια θέση δεξιά ή ουσιαστικά η τιμή του αυξάνεται κατά μια μονάδα. Αξίζει να σημειωθεί ότι και για την σάρωση του πίνακα από τους δείκτες χρησιμοποιείται η συνάρτηση `mod` για να μεταφέρει το δείκτη από την τελευταία στην πρώτη θέση του πίνακα των καταχωρητών.



Εικόνα 5.1 : Ο καταχωρητής είναι γεμάτος και το εισερχόμενο πακέτο απορρίπτεται (ο δείκτης *firstout* βρίσκεται μια θέση αριστερά του δείκτη *lastin*)



Εικόνα 5.2 : Ο καταχωρητής έχει κενές θέσεις και το εισερχόμενο πακέτο μπαίνει στη θέση $x - 1$ ενώ ο δείκτης *lastin* μεταφέρεται μια θέση δεξιά (θέση x)

Ομοίως και στην περίπτωση FR FT⁴ οι καταχωρητές σε κάθε κόμβο υλοποιούνται με τον ίδιο τρόπο. Συγκεκριμένα οι καταχωρητές υλοποιούνται ως ένας τρισδιάστατος πίνακας. Ο κάθε κόμβος είναι εξοπλισμένος με 4 καταχωρητές 25 θέσεων έναν για κάθε κανάλι, συνεπώς οι διαστάσεις του πίνακα των καταχωρητών είναι 16 κόμβοι x 4 καταχωρητές ανά κόμβο x 26 θέσεις ανά καταχωρητή. Ο λόγος που οι θέσεις του πίνακα είναι 26 ενώ στην πραγματικότητα κάθε καταχωρητής είναι 25 θέσεων είναι ο ίδιο με την περίπτωση FR⁴ FT δηλαδή η μια επιπλέον θέση χρησιμοποιείται για να δείχνει ο δείκτης *lastin*. Κάθε καταχωρητής διαθέτει δυο δείκτες *firstout* και *lastin*, σε συνολικά $16 \cdot 4 = 64$ δείκτες *firstout* και 64 *lastin*. Η υλοποίηση τους γίνεται με τη βοήθεια δυο πινάκων 16 γραμμών, μια για κάθε κόμβο, και 4 στηλών, μια για κάθε καταχωρητή ανά κόμβο. Η διαδικασία που ακολουθείται κάθε φορά που μια χρονοσχισμή καταφθάνει σε ένα κόμβο είναι πανομοιότυπη με κάθε την προηγούμενη περίπτωση οι καταχωρητές γεμίζουν με βάση τον πίνακα γεννήσεων τον οποίο περιγράψαμε σε προηγούμενη παράγραφο απλά ελέγχεται ο προορισμός του επιλεγμένου πακέτου και τοποθετείται στον κατάλληλο καταχωρητή αν υπάρχουν διαθέσιμες θέσεις.

Οι κινήσεις των δεικτών κάθε φορά που προστίθεται ή αφαιρείται ένα πακέτο από τον εκάστοτε καταχωρητή είναι ακριβώς ίδια με τη διάταξη FR⁴ FT μιας και κάθε καταχωρητής δεν είναι παρά μια απλή ουρά με λειτουργία FIFO. Η μόνη ουσιαστική διαφοροποίηση έγκειται στη λειτουργία του multihopping. Στην περίπτωση αυτή παραβιάζεται η λειτουργία FIFO των καταχωρητών και το πακέτο δεν εισέρχεται στο τέλος του καταχωρητή αλλά στην αρχή προκειμένου να έχει απόλυτη προτεραιότητα σε σχέση με τα πακέτα που προέρχονται από το τοπικό δίκτυο του εκάστοτε κόμβου. Η υλοποίηση του multihopping μπορεί μεν να υλοποιείται στην προσομοίωση με την παραβίαση της πρακτικής FIFO αλλά στην πραγματικότητα υπάρχουν δυο καταχωρητές ένας για τα πακέτα που προέρχονται από το τοπικό δίκτυο του εκάστοτε κόμβου (transmission buffer) και ένας για τα πακέτα που προέρχονται από τη διαδικασία του multihopping (passed buffer).

Το τελευταίο ζήτημα που μένει να αναλυθεί είναι η κίνηση την οποία κάθε κόμβος παράγει και το μητροπολιτικό δίκτυο καλείται να εξυπηρετήσει. Θεωρούμε ότι η παραγόμενη από κάθε κόμβο κίνηση ακολουθεί κατανομή Poisson αφού μια τέτοιου τύπου κίνηση χρησιμοποιείται ευρέως σε μελέτες δικτύων. Στην υλοποίηση της προσομοίωσης χρειαζόμαστε δύο βασικά στοιχεία. Το πρώτο είναι ένας πίνακας με πακέτα ο οποίος προκύπτει από όλους τους συνδυασμούς πηγών και προορισμών, όπως γίνεται εύκολα αντιληπτό ο συγκεκριμένος πίνακας έχει αριθμό σειρών ίσο με τον αριθμό των κόμβων (N_T , 16) αφού κάθε γραμμή αντιστοιχεί σε ένα κόμβο και αριθμό στηλών ίσο με τον αριθμό των κόμβων μείον ένα ($N_T - 1$, 15), αφού κάθε κόμβος στέλνει πακέτα σε όλους εκτός από τον εαυτό του. Φυσικά σε κάθε σειρά του πίνακα υπάρχει ένας δείκτης προκειμένου να δείχνει στο τελευταίο πακέτο που γεννήθηκε σε έναν κόμβο. Η σειρά που επιλέγονται τα πακέτα που γεννήθηκαν σε κάθε κόμβο είναι τυχαία, ουσιαστικά ο δείκτης που αντιστοιχεί στον κάθε κόμβο, δηλαδή σε κάθε γραμμή του πίνακα με όλα τα πιθανά πακέτα, παίρνει με τη βοήθεια γεννήτριας ψευδοτυχαίων αριθμών μια ακέραια τιμή στο εύρος $[1, N_T - 1]$ και έτσι επιλέγεται η στήλη στην οποία θα δείξει και κατά επέκταση το πακέτο που θα γεννηθεί.

Αξίζει να σημειωθεί ότι σε αυτή τη φάση τα 7 τελευταία ψηφία των πακέτων που αποτελούν ουσιαστικά τη στιγμή γέννησης του πακέτου παραμένουν μηδενικά, το τελευταίο πεδίο του πακέτου θα λάβει τιμή όταν το πακέτο αντιγραφεί στον καταχωρητή και αυτή μάλιστα θεωρείται η στιγμή γέννησης του. Η συγκεκριμένη παραδοχή αποτελεί εξαιρετική διευκόλυνση από προγραμματιστικής άποψης και ταυτόχρονα η προσομοίωση δεν χάνει καθόλου σε ακρίβεια διότι ο χρόνος που μεσολαβεί από τη στιγμή γέννησης του πακέτου μέχρι την αντιγραφή του στον καταχωρητή είναι πρακτικά μηδενικός από τη στιγμή που ο κόμβος δεν διαθέτει κάποιο άλλο μέσο αποθήκευσης, επί της ουσίας αν το πακέτο δεν αντιγραφεί άμεσα στον καταχωρητή επειδή για παράδειγμα ο καταχωρητής την παρούσα χρονική στιγμή είναι γεμάτος θα πρέπει να απορριφθεί και σε αυτή την περίπτωση η στιγμή γέννησης του είναι άχρηστη πληροφορία η οποία δεν συντρέπει λόγο να επιβαρύνει το ήδη βεβαρημένο από άποψη όγκου πληροφορίας πρόγραμμα. Το δεύτερο και δυσκολότερο στην υλοποίηση του είναι ένας πίνακας που θα προσφέρει την πληροφορία της χρονικής στιγμής που γεννιέται ένα πακέτο στον κάθε κόμβο. Αυτός ο πίνακας έχει γραμμές όσες και οι κόμβοι και κάθε στοιχείο του είναι η χρονική στιγμή που γεννιέται ένα πακέτο για τον κόμβο με ταυτότητα τη συγκεκριμένη γραμμή. Έτσι ο αριθμός των στηλών εξαρτάται από το συνολικό χρόνο της προσομοίωσης, για τις ανάγκες της δικής μας προσομοίωσης χρησιμοποιήθηκε πίνακας με ένα εκατομμύριο στήλες ο οποίος μπορεί να χρησιμοποιηθεί για χρόνο προσομοίωσης μεγαλύτερο των δέκα εκατομμυρίων χρονοσχισμών. Ο τρόπος με τον οποίο προκύπτουν οι τιμές που γεμίζουν τον πίνακα αναλύεται εκτενώς σε επόμενη ενότητα. Η αντιστοιχία της χρονικής στιγμής με τα πακέτα γίνεται με τη βοήθεια δεικτών τόσο σε κάθε γραμμή του πίνακα με τα πακέτα όπως περιγράφηκε παραπάνω, όσο και σε κάθε γραμμή του πίνακα με τις χρονικές στιγμές. Συνοπτικά υπάρχει ένας δείκτης για κάθε γραμμή του πίνακα με τους χρόνους γέννησης δηλαδή κλασικά ένας δείκτης για κάθε κόμβο ο οποίος ξεκινά από το πρώτο στοιχείο. Κάθε φορά που μια χρονοσχισμή καταφθάνει στον εκάστοτε κόμβο γίνεται μια σύγκριση ανάμεσα στον χρόνο της προσομοίωσης δηλαδή ένα καθολικό κβαντισμένο ρολόι το οποίο μετράει το χρόνο που λειτουργεί το δίκτυο και τη στιγμή γέννησης του πακέτου.

Σε περίπτωση που το ρολόι έχει τιμή μεγαλύτερη της στιγμής γέννησης του πακέτου σημαίνει πως το πακέτο έχει γεννηθεί και ενεργοποιείται ο μηχανισμός επιλογής πακέτου από τον πίνακα όπως προαναφέρθηκε, στη συνέχεια αφού επιλεγεί το πακέτο ο κόμβος επιχειρεί να το αντιγράψει στον καταχωρητή. Σε περίπτωση που ο καταχωρητής έχει διαθέσιμες θέσεις το πακέτο αντιγράφεται και μάλιστα συμπληρώνεται και το τελευταίο πεδίο του πακέτου με το χρόνο γέννησης του ή πιο συγκεκριμένα τη χρονική στιγμή της αντιγραφής του στον καταχωρητή με βάση το καθολικό ρολόι της προσομοίωσης, αν όχι το πακέτο απορρίπτεται και ουσιαστικά διαγράφεται. Και στις δυο περιπτώσεις ο δείκτης στη σειρά του πίνακα χρόνων γέννησης μετακινείται μια θέση δεξιά και η διαδικασία επαναλαμβάνεται καθ' όλη τη διάρκεια της προσομοίωσης. Αξίζει να σημειωθεί ότι η διαδικασία συμπλήρωσης του χρόνου γέννησης στο τελευταίο πεδίο του πακέτου επιτυγχάνεται με τη βοήθεια μιας απλής άθροισης μιας και τα τελευταία 7 ψηφία του πακέτου είναι μηδενικά μέχρι τη στιγμή αυτή και ο χρόνος γέννησης είναι το πολύ ένας επταψήφιος αριθμός με βάση τη συνολική διάρκεια της προσομοίωσης. Έτσι κάθε πακέτο έχει εμπεριέχει ως πληροφορία την στιγμή γέννησης. Για να γίνει πιο κατανοητή η διαδικασία παρατίθεται το ακόλουθο παράδειγμα

Χρόνος γέννησης με βάση τον πίνακα γεννήσεων : 0015789 (7 ψηφία)

Πακέτο πριν αντιγραφεί στους καταχωρητές : 12070000000 (4+7 ψηφία)

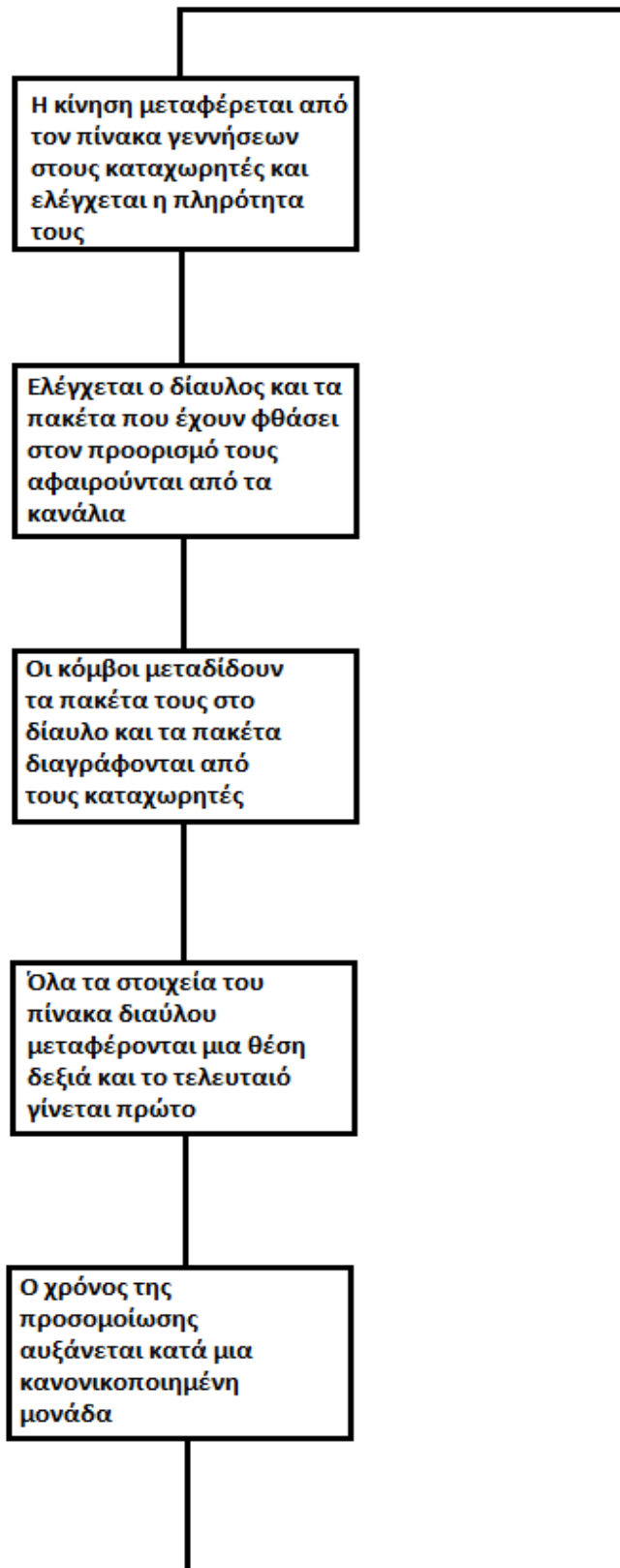
Πακέτο μετά την αντιγραφή στους καταχωρητές το οποίο προκύπτει από την άθροιση των δυο προηγούμενων : $12070000000 + 0015789 = 12070015789$

Στο σημείο αυτό θα ήθελα να υπογραμμίσω ότι για προγραμματιστικούς λόγους οι δυο αυτοί πίνακες κατασκευάζονται και αποθηκεύονται πριν την έναρξη της προσομοίωσης και απλά χρησιμοποιούνται τα απαραίτητα στοιχεία τους κάθε φορά. Μάλιστα ο πίνακας με τους χρόνους γέννησης δημιουργείται από ένα αρχείο με ψευδοτυχαίους αριθμούς διπλής ακρίβειας οι οποίοι παράγονται από μια γεννήτρια γραμμένη σε C.

5.3.2 Procedures

Τώρα που έχουμε περιγράψει αναλυτικά τα μοντέλα των στοιχείων του δικτύου ας μελετήσουμε πως αναπαριστάται η διαδικασία λειτουργίας του δικτύου. Σε πρώτη φάση φορτώνουμε την κίνηση του κάθε κόμβου στον καταχωρητή του. Η διαδικασία όπως περιγράψαμε και σε προηγούμενη παράγραφο είναι απλή και στηρίζεται σε μια ανισότητα, συγκεκριμένα ελέγχουμε τις τιμές του πίνακα με τις χρονικές στιγμές γεννήσεων, που περιγράφεται παραπάνω. Όταν η τιμή για τον εκάστοτε κόμβο είναι μικρότερη του χρόνου της προσομοίωσης φορτώνουμε στον καταχωρητή ένα πακέτο το οποίο επιλέγεται τυχαία από τον αντίστοιχο πίνακα, διότι στην πραγματικότητα το συγκεκριμένο πακέτο έχει γεννηθεί και πρέπει να σταλεί. Πριν τη διαδικασία της αντιγραφής του πακέτου στον καταχωρητή εκτελείται έλεγχος για την πληρότητα των καταχωρητών και σε περίπτωση που ο καταχωρητής είναι πλήρης το πακέτο διαγράφεται. Ακολούθως στην προσομοίωση λαμβάνει χώρα το άδειασμα των πακέτων που έφτασαν στον προορισμό τους από το δίαυλο. Γνωρίζοντας τη θέση του κάθε κόμβου στον πίνακα του διαύλου καθώς και το περιεχόμενο αυτής της θέσης στον πίνακα δεν έχουμε παρά να εξετάσουμε αν το κατάλληλο πεδίο του πακέτου, δηλαδή το πεδίο όπου βρίσκεται η ταυτότητα του προορισμού ταυτίζεται με την ταυτότητα του κόμβου. Φυσικά όσες χρονοσχισμές αδειάζουν σημειώνονται με μια σημαία προκειμένου να μην χρησιμοποιηθούν από τον κόμβο που της άδειασε για να τηρηθεί ο κανόνας δικαιοσύνης που αναφέρθηκε παραπάνω στην περίπτωση του FR⁴ FT ενώ στην περίπτωση του FR FT⁴ δεν χρειάζεται οποιοσδήποτε τέτοιου τύπου περιορισμός. Στη συνέχεια ακολουθεί η ενημέρωση του διαύλου. Στην περίπτωση FR⁴ FT κάθε κόμβος μπορεί να τοποθετήσει ένα και μόνο ένα πακέτο του από τον καταχωρητή στη χρονοσχισμή του διαύλου που του αντιστοιχεί μόνο σε περίπτωση που δεν είναι ήδη κατειλημμένη. Στην περίπτωση FR FT⁴ κάθε κόμβος στέλνει τουλάχιστον ένα πακέτο κάθε φορά.

Η διαδικασία αποστολής λειτουργεί ως εξής, το πακέτο αντιγράφεται από μια θέση του πίνακα – καταχωρητή στην κατάλληλη θέση του πίνακα – διάυλος, διαγράφεται από τον καταχωρητή και ο δείκτης fitstout μεταφέρεται μια θέση δεξιά προκειμένου να δείχνει στο επόμενο υποψήφιο προς αποστολή πακέτο. Για να αντιληφθεί ο κόμβος αν η χρονοσχισμή είναι άδεια απλώς εξετάζει αν το περιεχόμενό της είναι μηδενικό, διότι δεν πρέπει να ξεχνάμε ότι το πακέτο δεν είναι παρά ένας μη μηδενικός αριθμός έντεκα ψηφίων. Τέλος, απλά περιστρέφουμε τα στοιχεία του δακτυλίου κατά μια θέση και κατ' επέκταση αντιγράφουμε όλα τα στοιχεία του πίνακα μια θέση δεξιά με το τελευταίο να γίνεται πρώτο και να αυξάνουμε το χρόνο της προσομοίωσης κατά μια μονάδα που αντιστοιχεί στο χρόνο μετάδοσης ενός πακέτου. Όλες οι παραπάνω διαδικασίες επαναλαμβάνονται με την ίδια σειρά για όλη τη διάρκεια της προσομοίωσης.



Εικόνα 5.3 : Μπλοκ διάγραμμα κώδικα προσομοίωσης

5.4 ΠΗΓΗ ΚΙΝΗΣΗΣ

Για τις ανάγκες της συγκεκριμένης ανάλυσης θεωρούμε ότι η κίνηση που καταφθάνει στον κόμβο από το δίκτυο πρόσβασης ακολουθεί κατανομή Poisson. Στο σημείο αυτό αξίζει να αναλύσουμε πως παράγεται σε ένα εικονικό πείραμα όπως η προσομοίωση μια τέτοιου είδους κίνηση σε ένα δίκτυο.

Γνωρίζουμε ότι για να ισχύει η κατανομή Poisson στις αφίξεις πρέπει οι χρόνοι x_i μεταξύ 2 διαδοχικών αφίξεων να ακολουθούν εκθετική κατανομή. Για την εκθετική κατανομή γνωρίζουμε ότι η συνάρτηση πυκνότητας πιθανότητας είναι

$$f(t) = \lambda * e^{-\lambda t} \quad (5.1) \text{ από την οποία προκύπτει η συνάρτηση κατανομής}$$

πιθανότητας

$$F(x) = 1 - e^{-\lambda x} \quad (5.2)$$

Επιλύοντας τη 5.2 ως προς x παράγεται ο γνωστός αντίστροφος μετασχηματισμός (σχέση 5.3) με τη βοήθεια του οποίου παράγουμε δείγμα αριθμών που ακολουθούν εκθετική κατανομή με μέση τιμή $\Lambda=1/\lambda$ από ψευδοτυχαίους αριθμούς $0 < U < 1$ που ακολουθούν ομοιόμορφη κατανομή.

$$x = -\Lambda * \ln U \quad (5.3)$$

Κάνουμε λοιπόν τους παρακάτω ορισμούς

T : ο χρόνος μετάδοσης ενός πακέτου (Transmission Time)

S_{in} : ο ρυθμός εισροής πακέτων στον κόμβο μετρημένος σε πακέτα/sec

U : ψευδοτυχαίος αριθμός στο διάστημα (0,1)

t_i : οι τιμές τυχαίας μεταβλητής t που ακολουθεί κατανομή Poisson και αναπαριστά τους χρόνους άφιξης πακέτων στον κόμβο.

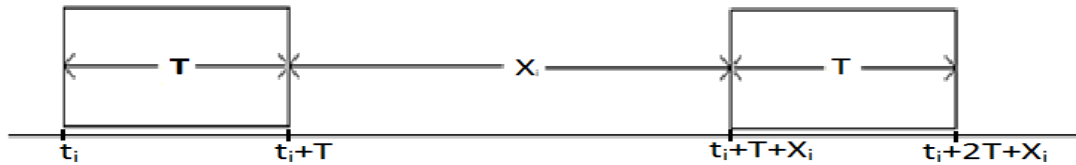
X_i : οι τιμές τυχαίας μεταβλητής X η οποία ακολουθεί εκθετική κατανομή και μας δίνει το χρόνο που μεσολαβεί ανάμεσα στις αφίξεις δυο διαδοχικών πακέτων (interarrival time).

Να σημειωθεί ότι τα διαστήματα X_i αντιστοιχούν στο χρόνο από το τέλος ενός πακέτου μέχρι την αρχή του διαδοχικού του όπως απεικονίζεται και στο σχήμα 5.4.

Λ : η μέση τιμή της τυχαίας μεταβλητής X

Παράγουμε λοιπόν τους χρόνους X_i με τη βοήθεια του αντίστροφου μετασχηματισμού

$$X_i = -\Lambda * \ln U \quad (5.4)$$



Εικόνα 5.4: Αναπαριστά τους χρόνους άφιξης 2 διαδοχικών πακέτων στον κόμβο από το δίκτυο πρόσβασης

Σύμφωνα λοιπόν με την παραπάνω ανάλυση γίνεται αντιληπτό ότι σε κάθε κόμβο καταφθάνει ένα πακέτο ανά $T + X_i$ οπότε κατά μέσο όρο έχουμε 1 πακέτο ανά $T + \Lambda$. Αντιστρέφοντας το κλάσμα, προκύπτει πως σε κάθε κόμβο έχουμε εισροή πακέτων με ρυθμό

$$S_{in} = \frac{1}{T + \Lambda} \text{ πακέτα/sec} \quad (5.5)$$

ΚΕΦΑΛΑΙΟ 6

ΑΡΙΘΜΗΤΙΚΑ ΑΠΟΤΕΛΕΣΜΑΤΑ ΠΡΟΣΟΜΟΙΩΣΗΣ

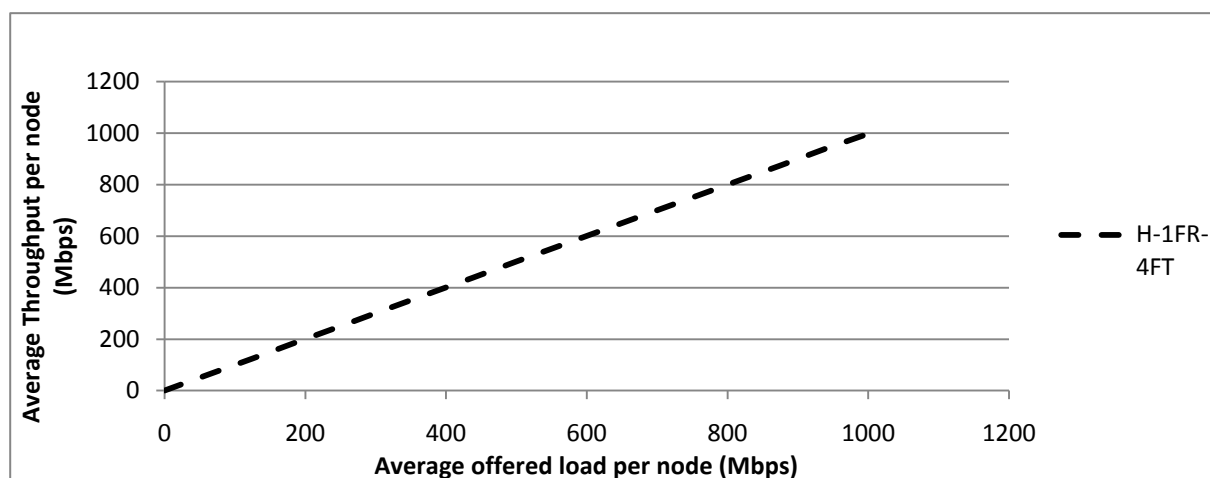
6.1 Εισαγωγή

Σκοπός της εκάστοτε προσομοίωσης είναι η μελέτη ενός δικτύου τόσο ποιοτικά όσο και ποσοτικά. Για να μελετήσουμε τις επιδόσεις του δικτύου απαιτείται να επεξεργαστούμε κατάλληλα τα αριθμητικά αποτελέσματα της προσομοίωσης. Στην παρούσα ενότητα παρουσιάζονται τα αποτελέσματα της προσομοίωσης καθώς και τα συμπεράσματα που προκύπτουν για τα δυο interfaces κόμβου που μελετήθηκαν, το FR⁴ FT και το προτεινόμενο FR FT⁴. Τα μεγέθη που μετρήθηκαν μέσω της προσομοίωσης είναι μεταξύ άλλων η διέλευση (throughput) των κόμβων, η μέση καθυστέρηση των πακέτων που επιτυγχάνουν να εισέλθουν στους καταχωρητές μέχρι να σταλούν στο δίαυλο (buffer delay), η καθυστέρηση μέχρι το πακέτο να φτάσει στον προορισμό του (total delay) καθώς και η πιθανότητα απώλειας πακέτου λόγω υπερχείλισης των καταχωρητών (packet dropping probability). Το βασικό μέτρο της απόδοσης του δικτύου που εξετάζεται είναι η διέλευση ανά κόμβο ωστόσο δεν είναι αρκετό για να βγουν ασφαλή συμπεράσματα για την εκτίμηση της συμπεριφοράς του, για το λόγο αυτό μετράμε και την καθυστέρηση των πακέτων τόσο στους καταχωρητές όσο και από τον αποστολέα μέχρι τον παραλήπτη. Η καθυστέρηση είναι ένα καίριο ζήτημα για τις επιδόσεις ενός δικτύου διότι πολύ απλά αν η μεγάλη διέλευση συνοδεύεται από μεγάλες καθυστερήσεις το δίκτυο δεν ανταποκρίνεται στις σύγχρονες απαιτήσεις. Όσο αφορά στην πιθανότητα απώλειας πακέτου είναι ενδεικτικό της ποιότητας υπηρεσίας και αναμφίβολα μια κρίσιμη παράμετρος για να εκτιμηθούν οι επιδόσεις της τοπολογίας.

Ο λόγος που το packet dropping probability είναι ενδεικτικό της ποιότητας υπηρεσίας είναι διότι όταν ένα πακέτο απορρίπτεται τα πρωτόκολλα ανώτερου στρώματος αναλαμβάνουν την επαναμετάδοσή του με αποτέλεσμα το δίκτυο να πρέπει να εξυπηρετήσει μεγαλύτερο φορτίο.

Θεωρούμε μοντέλο εισερχόμενης κίνησης στους κόμβους Poisson η οποία παράγεται αν θεωρήσουμε ότι οι χρόνοι μεταξύ 2 διαδοχικών αφίξεων πακέτων στον κόμβο ακολουθούν εκθετική κατανομή (βλ. ενότητα 5.4/Πηγή Κίνησης). Η παράμετρος που χρειάζεται να σημειωθεί είναι το μέγεθος που υπάρχει στον οριζόντιο άξονα των γραφημάτων και δεν είναι παρά η μέση προσφερόμενη κίνηση συμπεριλαμβανομένης και αυτής που απορρίπτεται λόγω έλλειψης χωρητικότητας των buffers σε κάθε κόμβο ή η μέση διέλευση ανά κόμβο. Γνωρίζουμε ότι σε κάθε κόμβο η μέγιστη εισροή δεδομένων είναι 1 Gbps λόγω του δικτύου ethernet που υπάρχει από πίσω. Επίσης, σε κάθε διάγραμμα υπάρχει υπόμνημα για το τι αναπαριστά, για τη διάταξη FR⁴ FT το υπόμνημα αναγράφει H-4FR-1FT (Hornet 4 fixed receivers 1 fixed transmitter) ενώ για τη διάταξη FR FT⁴ είναι H-1FR-4FT (Hornet 1 fixed receiver 4 fixed transmitters). Μια επιπλέον παρατήρηση η οποία κρίνεται απαραίτητο να αναφερθεί είναι ότι όπως αναφέραμε στην και ενότητα 3, κάθε κόμβος αποτελείται από 3 βαθμίδες Slot Manager, Smart Drop και Smart Add. Όπως λοιπόν αναλύσαμε μεταξύ των βαθμίδων Slot Manager και Smart Add παρεμβάλλεται μια γραμμή καθυστέρησης (Fiber Delay Line, FDL) στην οποία το οπτικό σήμα καθυστερεί μέχρι να γίνει η κατάλληλη επεξεργασία των υποφερουσών. Να σημειώσουμε λοιπόν ότι χρόνος που καθυστερεί το οπτικό σήμα στην FDL θεωρείται αμελητέος σε σχέση με το χρόνο μετάδοσης ενός πακέτου (Transmission Time) και για αυτό το λόγο δεν λαμβάνεται υπόψη στην προσομοίωση.

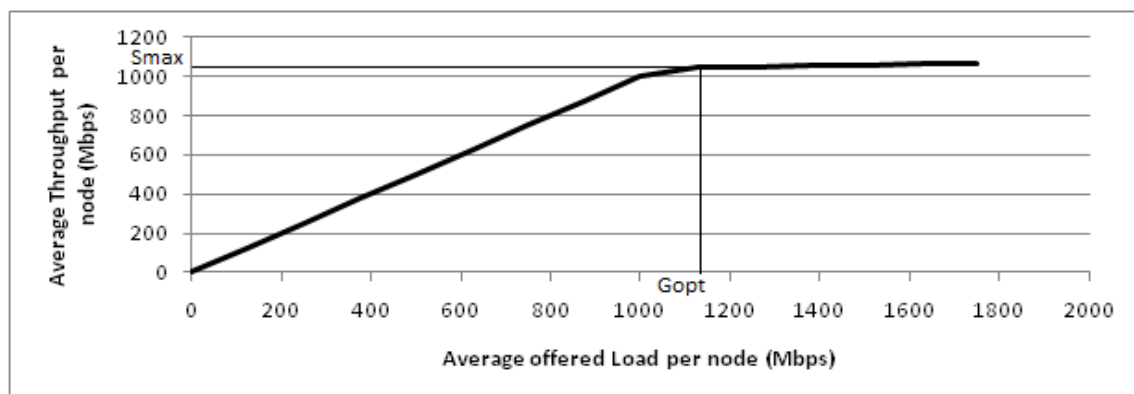
6.2 Αριθμητικά Αποτελέσματα Προσομοίωσης Προτεινόμενης Αρχιτεκτονικής FR FT⁴



Διάγραμμα 6.1.1 Μέση διέλευση ενός κόμβου σε σχέση με το μέσο προσφερόμενο φορτίο

Όπως παρατηρούμε από το διάγραμμα η μέση διέλευση ανά κόμβο αυξάνεται συνεχώς γραμμικά όπως αυξάνεται και το προσφερόμενο φορτίο με κλίση περίπου μονάδα. Αυτό ουσιαστικά σημαίνει πως το δίκτυο μπορεί και εξυπηρετεί ολόκληρη την εισερχόμενη κίνηση χωρίς πρόβλημα και ότι ο κόρος του είναι σε τιμή μεγαλύτερη του 1 Gbps. Παρατηρούμε λοιπόν πως τα δυο μεγέθη ουσιαστικά ταυτίζονται για τιμές μικρότερες του 1 Gbps διαπίστωση η οποία είναι πολύ χρήσιμη για τη συνέχεια. Ακολουθώντας μια παρόμοια τεχνική με το [21] για τον θεωρητικό υπολογισμό της μέγιστης τιμής της διέλευσης ανά κόμβο προκύπτει τιμή 1.25 Gbps (τύπος 4.18), η ανάλυση για το πώς προκύπτει η συγκεκριμένη τιμή έχει γίνει αναλυτικά στο κεφάλαιο 4 όπου αναλύεται και το δίκτυο το οποίο προσομοιώνεται. Φυσικά για το υπάρχον δίκτυο δεν είναι δυνατόν να ελέγξουμε αν αυτή η τιμή επαληθεύεται από τη διαδικασία της προσομοίωσης αφού το δίκτυο πρόσβασης είναι Ethernet και λειτουργεί ως γνωστόν στο 1 Gbps μέγιστο. Ωστόσο, με βάση τα ακόλουθα διαγράμματα μπορούμε να διαπιστώσουμε ότι από την προσομοίωση το σημείο που παρατηρείται αλλαγή στην κλίση ίσως προκύψει με λίγο μικρότερη τιμή από τη θεωρητική διότι παρατηρούμε κάποια αύξηση τόσο στην καθυστέρηση αλλά και απώλεια πακέτων ήδη από το 1 Gbps.

Αξίζει να σημειωθεί ότι το σύστημα λειτουργεί απόλυτα δίκαια για τους 16 κόμβους αφού η μέγιστη απόκλιση της διέλευσης από κόμβο σε κόμβο μετρήθηκε μόλις 0.12 % σε κατάσταση υψηλού φορτίου δηλαδή για προσφερόμενο φορτίο 1 Gbps. Για λόγους πληρότητας της μελέτης κρίθηκε σκόπιμο να υπολογιστεί με τη βοήθεια προσομοίωσης το μέγιστο throughput της διάταξης FR FT⁴. Ο υπολογισμός αυτός δεν ήταν εφικτός στην περίπτωση που το δίκτυο πρόσβασης είναι Ethernet με χωρητικότητα 1 Gbps διότι το μέγιστο προσφερόμενο φορτίο είναι μόλις 1 Gbps ενώ το μέγιστο throughput ανά κόμβο για το interface FR FT⁴ στο δίκτυο που προσομοιώνουμε αναμένεται να έχει μεγαλύτερη τιμή. Για το λόγο αυτό υποθέτουμε ότι κάθε κόμβος του μητροπολιτικού δικτύου είναι συνδεδεμένος και εξυπηρετεί δυο δίκτυα Ethernet των οποίων το μήκος πακέτου είναι σταθερό στα 12.000 bits αλλά θεωρούμε ότι η μέγιστη τιμή της εισερχόμενης κίνησης αυξάνεται πλέον από το 1 Gbps στα 2 Gbps. Προσομοιώνουμε λοιπόν το ίδιο δίκτυο αλλά με την αυξημένη μέγιστη εισερχόμενη κίνηση και με αυτό τον τρόπο μελετάμε τα μεγέθη που προανέφερα (throughput, buffer delay, total delay, dropping probability) για λειτουργία του δικτύου σε συνθήκες ακόμα υψηλότερου φορτίου. Επειδή, ο λόγος της συγκεκριμένης προσομοίωσης είναι να υπολογιστεί προσομοιωτικά το μέγιστο throughput στη συνέχεια παρατίθεται το διάγραμμα της διέλευσης ανά κόμβο σε σχέση με το μέσο προσφερόμενο φορτίο και σημειώνεται η βέλτιστη τιμή της προσφερόμενης κίνησης ($G_{optimum}$) για την οποία επιτυγχάνεται η μέγιστη τιμή της διέλευσης ($S_{maximum}$).

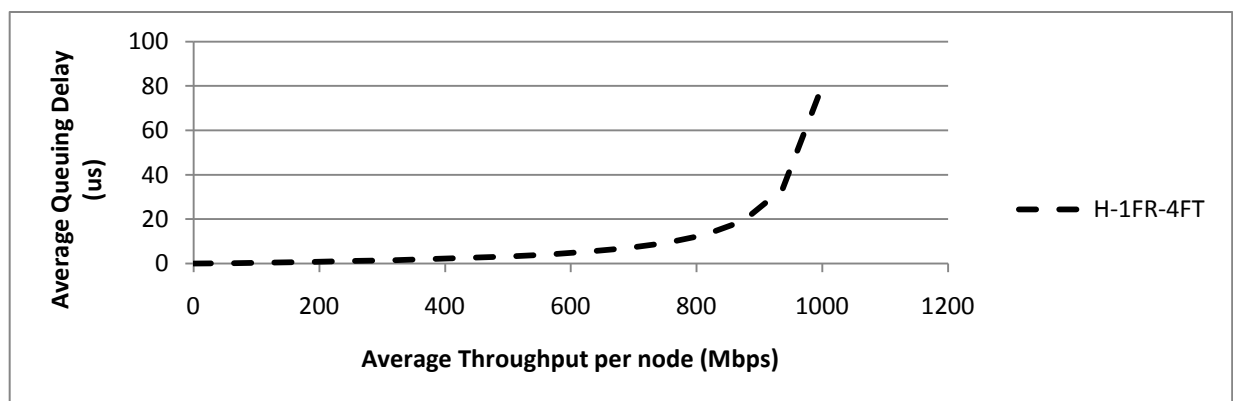


Διάγραμμα 6.1.2 Μέση διέλευση ενός κόμβου σε σχέση με το μέσο προσφερόμενο φορτίο όταν το μέγιστο εισερχόμενο φορτίο ανά κόμβο φτάνει τα 2 Gbps

Το συγκεκριμένο διάγραμμα προσφέρει πολλά χρήσιμα συμπεράσματα. Πρώτον, παρατηρούμε πως το μέγιστο της διέλευσης είναι περίπου 1.07 Gbps ενώ σύμφωνα με τη θεωρητική ανάλυση αναμενόταν στο 1.25 Gbps. Η απόκλιση υπολογίζεται ως

$$\text{απόκλιση} = \frac{S_{\text{theoretical}}^{\max} - S_{\text{simulation}}^{\max}}{S_{\text{theoretical}}^{\max}} = \frac{1.25 - 1.07}{1.25} = 0.144$$

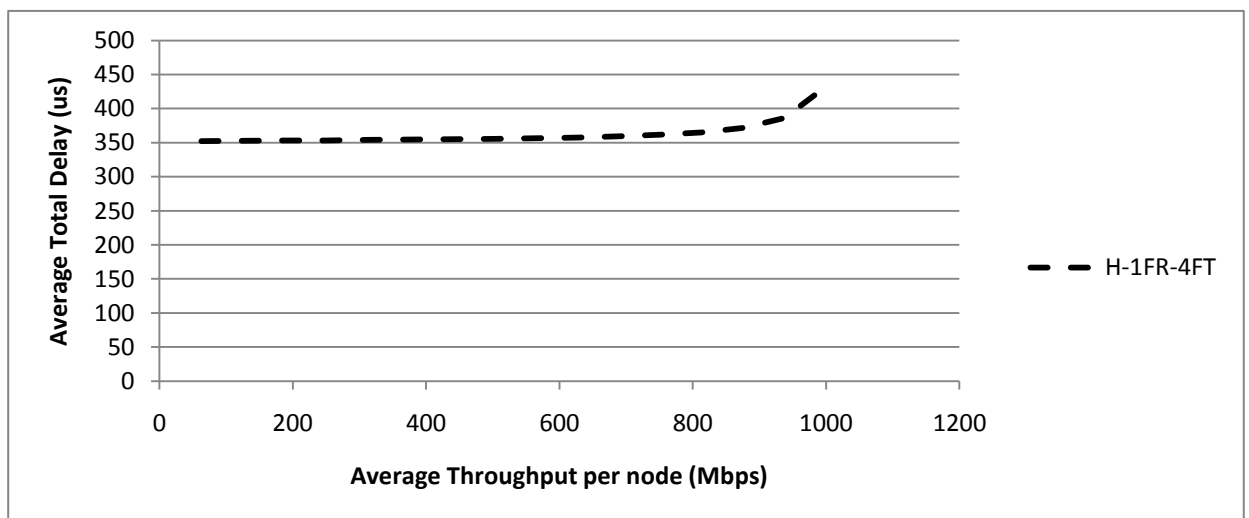
Η συγκεκριμένη απόκλιση 14.4 % είναι απόλυτα αναμενόμενη διότι η θεωρητική ανάλυση δεν λαμβάνει υπόψη τη διαδικασία του multihopping η οποία θα μας απασχολήσει και στη συνέχεια. Συνοπτικά, γνωρίζουμε ότι οι κόμβοι λαμβάνουν κάθε πακέτο που διέρχεται από το κανάλι στο οποίο έχουν τον μόνιμα συντονισμένο δέκτη ανεξαρτήτως προορισμού του πακέτου. Σε περίπτωση που το πακέτο προορίζεται για κάποιον επόμενο κόμβο απλά το εισάγουν στους καταχωρητές εξόδου με υψηλή προτεραιότητα προκειμένου να το επανεκπέμψουν. Η διαδικασία αυτή έχει ως αποτέλεσμα κάθε κόμβος να απαιτείται να στείλει ένα επιπλέον φορτίο το οποίο ουσιαστικά αποτελεί και τη διαφορά μεταξύ θεωρητικού και εξομοιωτικού μεγίστου. Το δεύτερο σημείο που αξίζει να σημειωθεί είναι ότι περίπου στο 1 Gbps εμφανίζεται το σημείο στο οποίο παρατηρούμε την αλλαγή στην κλίση και από τη γραμμική περιοχή του διαγράμματος περνάμε στην περιοχή κόρου στη διέλευση του δικτύου, γεγονός που μας είναι πολύ χρήσιμο για την ερμηνεία των υπολοίπων καμπυλών στη συνέχεια.



Διάγραμμα 6.2 Μέση καθυστέρηση στους καταχωρητές σε σχέση με τη μέση διέλευση ανά κόμβο

Από τα διαγράμματα της μέσης καθυστέρησης στους καταχωρητές παίρνουμε ένα πρώτο δείγμα για το σε ποίο σημείο το δίκτυο λειτουργεί καλύτερα δηλαδή υπάρχει η βέλτιστη αξιοποίηση των πόρων του δικτύου. Παρατηρούμε από το διάγραμμα ότι για τιμές της διέλευσης μικρότερες των 900 Mbps περίπου η αύξηση της καθυστέρησης ουράς αυξάνεται γραμμικά και με πολύ μικρή κλίση της τάξης των 0.02 us ανά 100 Mbps το οποίο πρακτικά σημαίνει ότι είναι επίπεδη και μηδενική. Η φυσική ερμηνεία του φαινομένου είναι ότι το φορτίο των καταχωρητών παραμένει σε πολύ χαμηλά επίπεδα, πρακτικά μηδέν. Δηλαδή, όταν ένα πακέτο καταφθάνει στον κόμβο από το δίκτυο πρόσβασης εξυπηρετείται σχεδόν αμέσως. Στη συνέχεια η καθυστέρηση αυξάνεται κάπως πιο απότομα καθώς η διέλευση πλησιάζει το 1 Gbps χωρίς ωστόσο να προλαβαίνει να φανεί στο διάγραμμα η εκρηκτική αύξηση που κλασσικά εμφανίζεται στα διαγράμματα καθυστέρηση ουράς όταν το δίκτυο περνά στην περιοχή κόρου, όπως στα διαγράμματα 6.6.1 , 6.6.2 τα οποία ακολουθούν σε επόμενη ενότητα. Ουσιαστικά αυτό που συμβαίνει στο δεύτερο τμήμα της γραφικής παράστασης είναι ότι το δίκτυο πλησιάζει το σημείο στο οποίο αλλάζει η κλίση χωρίς όμως να φτάνει στον κόρο γεγονός που επιβεβαιώνεται άλλωστε αν λάβουμε υπόψη το διάγραμμα 6.1.2 στο οποίο παρατηρείται το σημείο αυτό στο 1 Gbps περίπου. Πρακτικά απλώς επειδή η ένταση της κίνησης αυξάνεται πλησιάζονται τη μέγιστη τιμή της διέλευσης, αυξάνεται το φορτίο στους καταχωρητές δηλαδή γεμίζουν μερικώς και κατά επέκταση παρατηρείται αύξηση στην καθυστέρηση. Να σημειωθεί πως σε αντίθεση με τη συνέχεια δεν παρατίθεται διάγραμμα μέσης καθυστέρησης στους καταχωρητές σε σχέση με το μέσο προσφερόμενο φορτίο ανά κόμβο διότι για τιμές μικρότερες του 1 Gbps το μέσο προσφερόμενο φορτίο και η μέση διέλευση ανά κόμβο ταυτίζονται όπως φαίνεται άλλωστε και στο διάγραμμα 6.1 όπου παρατηρούμε ευθεία με κλίση μονάδα. Έτσι λοιπόν το διάγραμμα της μέσης καθυστέρησης στους καταχωρητές σε σχέση με το μέσο προσφερόμενο φορτίο ταυτίζεται απόλυτα με το διάγραμμα 6.2 για αυτό το λόγο δεν κρίθηκε απαραίτητο να συμπεριληφθεί.

Σίγουρα σημαντικό ρόλο στη διατήρηση της καθυστέρησης (buffer delay) σε χαμηλά επίπεδα παίζει το γεγονός ότι 4 καταχωρητές βοηθούν στην αποφυγή της εμπλοκής λόγω επικεφαλή ουράς (Head of Line Blocking) φαινόμενο που εμφανίζεται στο Hornet[6] όπως αναφέραμε στο κεφάλαιο 2 όπου αναλύεται η λειτουργία και τα components του Hornet. Στο Hornet λοιπόν επιστρατεύονται πολύπλοκες τεχνικές (ενότητα 2.2.6) προκειμένου να αντιμετωπιστεί το φαινόμενο με μηχανισμούς που ήδη έχουν περιγραφεί. Στο προτεινόμενο interface FR FT⁴ η παρουσία των τεσσάρων fixed transmitters εξαλείφει τέτοια προβλήματα χωρίς να απαιτούνται επιπλέον μηχανισμοί αφού έχουμε απλή λειτουργία FIFO σε κάθε καταχωρητή που συνδέεται με ένα FT. Με αυτό τον τρόπο έστω και ένα κανάλι να είναι διαθέσιμο για κάποιον κόμβο σίγουρα θα γεμίσει το αντίστοιχο slot με το πακέτο που βρίσκεται στην πρώτη θέση του αντίστοιχου καταχωρητή και έτσι επιτυγχάνουμε να διατηρούμε την καθυστέρηση σε χαμηλές τιμές.



Διάγραμμα 6.3 Συνολική καθυστέρηση σε σχέση με τη μέση διέλευση ανά κόμβο

Εύκολα γίνεται αντιληπτό τόσο από τον ακόλουθο πίνακα όσο και από τα διαγράμματα ότι το διάγραμμα της συνολικής καθυστέρησης προκύπτει αν στο διάγραμμα καθυστέρησης στους καταχωρητές προσθέσουμε το μέσο χρόνο διάδοσης των πακέτων την τιμή του οποίου μπορούμε να υπολογίσουμε και θεωρητικά και τους χρόνους αποστολής και λήψης, προκειμένου να επαληθεύσουμε τα αποτελέσματα της προσομοίωσης.

Στο σημείο αυτό αξίζει να αναλύσουμε τι αποτελέσματα αναμένουμε από την προσομοίωση όσο αναφορά στο χρόνο διάδοσης. Γνωρίζουμε πως κάθε κόμβος στέλνει στους υπόλοιπους ισοπίθانا και μάλιστα με πιθανότητα $1/15$. Επίσης γνωρίζουμε και το χρόνο διάδοσης από κάθε κόμβο προς όλους τους υπόλοιπους.

Έστω T_{ij} ο χρόνος διάδοσης από τον κόμβο i στον κόμβο j

$P_{ij} = 1/15$ η πιθανότητα ο κόμβος i να στείλει πακέτο στον κόμβο j

Με δεδομένο ότι οι κόμβοι είναι τοποθετημένοι ομοιόμορφα χωρικά στο δίαυλο για ένα κόμβο i οι χρόνοι T_{ij} δεν είναι παρά στοιχεία μια αριθμητικής προόδου με βήμα $t = T_{ij+1} - T_{ij}$ το οποίο με βάση τα δεδομένα του δικτύου υπολογίζεται $t = 43.2$ us. Αν λάβουμε υπόψη ότι η φυσική απόσταση μεταξύ 2 κόμβων είναι 8640 m και η ταχύτητα διάδοσης του φωτός στην οπτική ίνα είναι $V = 2 \cdot 10^8$ m/s τότε ο χρόνος διάδοσης του οπτικού σήματος από έναν κόμβο στο διαδοχικό του είναι

$$t = \frac{8640}{2 \cdot 10^8} = 43,2 \text{ us}$$

Ο μέσος θεωρητικός χρόνος διάδοσης για τα πακέτα που θα στείλει ο κόμβος i είναι

$$E[T_{ij}] = \sum_{\substack{j=1 \\ j \neq i}}^{16} P_{ij} * T_{ij} = \frac{1}{15} \sum_{\substack{j=1 \\ j \neq i}}^{16} T_{ij} = \frac{1}{15} * \frac{(t+15t)*15}{2} = 8t = 345.6 \text{ us} \quad (6.1)$$

Ωστόσο, πρέπει να λάβουμε υπόψη έναν ακόμα παράγοντα. Γνωρίζουμε πως σύμφωνα με τη λειτουργία του πρωτοκόλλου κάθε κόμβος λαμβάνει σε ένα και μόνο κανάλι. Επίσης, όπως αναλύθηκε εκτενώς στη διαδικασία λήψης πακέτου κάθε κόμβος λαμβάνει κάθε πακέτο που καταφθάνει στο κανάλι στο οποίο έχει συντονισμένο το δέκτη του ανεξάρτητα αν είναι ή όχι ο κόμβος προορισμού και σε περίπτωση που δεν είναι απλώς εισάγει το πακέτο στον κατάλληλο καταχωρητή (passed buffer) προκειμένου να το επανεκπέμψει και μέσω αυτής της διαδικασίας (multihopping) το πακέτο να φτάσει τελικά στον προορισμό του. Το πρώτο λοιπόν που πρέπει να μελετηθεί είναι κατά μέσο όρο πόσες φορές θα επαναληφθεί η συγκεκριμένη διαδικασία (hopping) μέχρι να φτάσει το πακέτο στον προορισμό του. Σύμφωνα με την τοπολογία του δικτύου όπως παρουσιάζεται στο κεφάλαιο 4 παρατίθεται ο ακόλουθος πίνακας ο οποίος αναπαριστά σε ποίο κανάλι έχει συντονισμένο το δέκτη του ο κάθε κόμβος(βλ. εικόνα 4.4) και είναι δομημένος με βάση τον τύπο 4.4.

| Κανάλι 1 | Κανάλι 2 | Κανάλι 3 | Κανάλι 4 |
|------------------|-------------------|-------------------|-------------------|
| Κόμβοι: 1,5,9,13 | Κόμβοι: 2,6,10,14 | Κόμβοι: 3,7,11,15 | Κόμβοι: 4,8,12,16 |

Πίνακας 6.1 : Αναπαριστά σε ποιο κανάλι έχει το συντονισμένο δέκτη του κάθε κόμβος συνεπώς σε ποιο κανάλι λαμβάνει δεδομένα.

Για να γίνει περισσότερο κατανοητή η ακόλουθη διαδικασία του υπολογισμού της μέσης καθυστέρησης που υφίσταται ένα πακέτο από τη διαδικασία του multihopping θα αναφέρουμε ένα απλό παράδειγμα. Ας υποθέσουμε πως ο κόμβος 2 επιθυμεί να στείλει ένα πακέτο. Αν ο προορισμός του πακέτου είναι ο κόμβος 5 για παράδειγμα τότε θα πρέπει να τοποθετήσει το πακέτο στο κανάλι 1 αφού είναι με βάση τον πίνακα 6.1 το κανάλι στο οποίο ο κόμβος 5 λαμβάνει δεδομένα. Τότε οι κόμβοι που παρεμβάλλονται είναι οι 3,4 κανέννας από τους οποίους δεν λαμβάνει στο ίδιο κανάλι με τον κόμβο 5 (κανάλι 3), οπότε το πακέτο θα φτάσει στον προορισμό του χωρίς να μπει στη διαδικασία του multihopping και χωρίς να υφίσταται την ανάλογη καθυστέρηση. Ας πάρουμε ένα άλλο σενάριο ο κόμβος 2 στέλνει στον κόμβο 10, τότε το πακέτο θα τοποθετηθεί στο κανάλι 2. Οι κόμβοι που παρεμβάλλονται είναι οι 3,4,5,6,7,8,9. Όπως παρατηρούμε από τον πίνακα 6.1 ο κόμβος 6 λαμβάνει επίσης στο κανάλι 2 συνεπώς το πακέτο θα κάνει ένα άλμα (hopping) στον κόμβο 6. Αντίστοιχα αν ο προορισμός είναι ο κόμβος 11 τότε το πακέτο θα κάνει 2 άλματα στους κόμβους 3 και 7 αφού όλοι λαμβάνουν στο κανάλι 3. Τέλος αν ο κόμβος προορισμού είναι ο κόμβος 16 τότε το πακέτο θα κάνει 3 άλματα στους κόμβους 4,8,12 αφού όλοι λαμβάνουν στο κανάλι 4. Με την ίδια λογική λοιπόν ακολουθεί η ανάλυση για τη μέση τιμή των αλμάτων που υφίσταται ένα πακέτο καθώς και πόση καθυστέρηση επιφέρει το κάθε άλμα.

Ορίζουμε τα ακόλουθα μεγέθη.

Έστω T_{ij} ο χρόνος διάδοσης από τον κόμβο i στον κόμβο j

H_{ij} οι φορές που λαμβάνει χώρα η διαδικασία του hopping όταν ένα πακέτο ξεκινά με αφετηρία τον κόμβο i και προορισμό τον κόμβο j με το $H_{ij} = 1,2,3$

$P_{ij} = 1/15$ η πιθανότητα ο κόμβος i να στείλει πακέτο στον κόμβο j

Σύμφωνα λοιπόν με τον παραπάνω αλγόριθμο προκύπτει ότι ο μέσος όρος των φορών που θα συμβεί hopping είναι

$$\begin{aligned}
 E[H_{ij}] &= \frac{1}{16} \sum_{i=1}^{16} \sum_{\substack{j=1 \\ j \neq i}}^{16} P_{ij} * H_{ij} = \frac{1}{16} \sum_{i=1}^{16} \frac{1}{15} \sum_{\substack{j=1 \\ j \neq i}}^{16} H_{ij} \\
 &= \frac{1}{16} * \frac{16}{15} * (4 * 0 + 4 * 1 + 4 * 2 + 3 * 3) = \frac{21}{15} = 1,4
 \end{aligned}$$

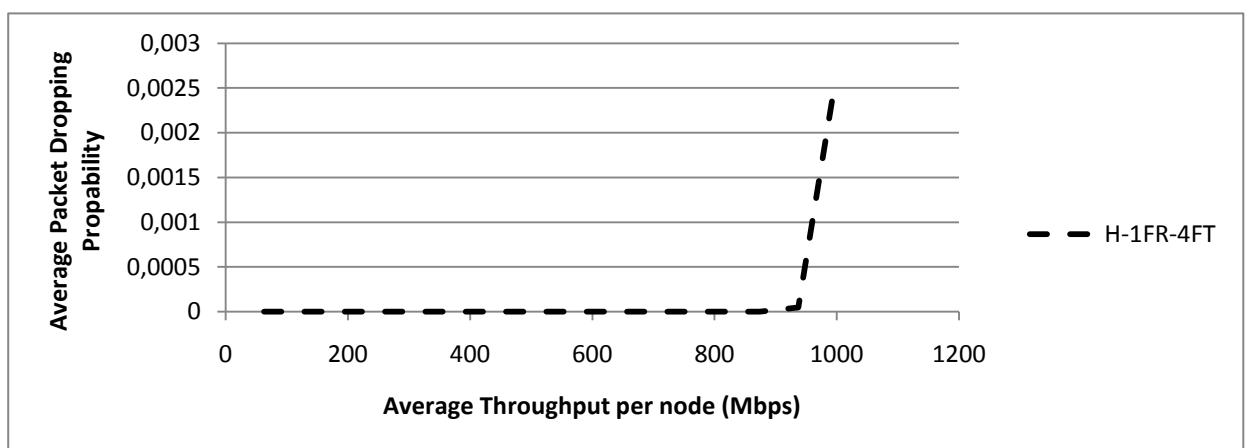
Συνεπώς η εν λόγω διαδικασία συμβαίνει κατά μέσο όρο 1.4 φορές σε κάθε πακέτο. Το επόμενο βήμα είναι να βρεθεί η καθυστέρηση εισάγει η διαδικασία κάθε φορά που συμβαίνει. Η απάντηση είναι απλή, με δεδομένο ότι το πακέτο μπαίνει στους καταχωρητές με ύψιστη προτεραιότητα (passed buffer) ο ελάχιστος χρόνος που καθυστερεί σε σχέση με τα υπόλοιπα πακέτα που δεν υφίστανται άλματα είναι απλά το χρονικό διάστημα που απαιτείται μέχρι να καταφθάσει το επόμενο slot δηλαδή για το συγκεκριμένο δίκτυο 4.8 us, όσο η χρονική διάρκεια ενός slot. Με αυτό τον τρόπο προκύπτει ότι για κάθε πακέτο το φαινόμενο του multihopping προκαλεί μέση καθυστέρηση της τάξης των $1.4 * 4.8 = 6.72$ us. Επιπλέον υπάρχει η καθυστέρηση που εισάγουν οι FDLs σε κάθε μετάβαση την οποία όμως όπως προαναφέραμε θεωρούμε αμελητέα. Προσθέτοντας λοιπόν, το συγκεκριμένο χρονικό διάστημα στο χρόνο διάδοσης που ήδη έχει υπολογιστεί προκύπτει συνολικά

$$E[T_{ij}] = 6,72 + 345,6 = 352,32 \text{ us}$$

Παρατηρούμε ότι η απόκλιση της θεωρητικής τιμής του χρόνου διάδοσης σε σχέση με τα αποτελέσματα της προσομοίωσης όπως αυτά φαίνονται στον πίνακα 6.2 είναι αμελητέα.

| G average offered Load per node (Mbps) | Buffer Delay (us) | Transmission Time (us) | Propagation Time (us) | Reception Time (us) | Total Delay (us) |
|--|-------------------|------------------------|-----------------------|---------------------|------------------|
| 62,5 | 0,22905 | 4,8 | 352,097 | 4,8 | 361,926 |
| 125 | 0,48383 | 4,8 | 352,204 | 4,8 | 362,288 |
| 187,5 | 0,77785 | 4,8 | 352,304 | 4,8 | 362,682 |
| 250 | 1,11544 | 4,8 | 352,074 | 4,8 | 362,789 |
| 312,5 | 1,51513 | 4,8 | 352,394 | 4,8 | 363,509 |
| 375 | 1,98417 | 4,8 | 352,354 | 4,8 | 363,939 |
| 437,5 | 2,55787 | 4,8 | 352,311 | 4,8 | 364,469 |
| 500 | 3,26608 | 4,8 | 352,262 | 4,8 | 365,128 |
| 562,5 | 4,13591 | 4,8 | 352,406 | 4,8 | 366,142 |
| 625 | 5,29489 | 4,8 | 352,19 | 4,8 | 367,085 |
| 687,5 | 6,91106 | 4,8 | 352,344 | 4,8 | 368,855 |
| 750 | 9,23576 | 4,8 | 352,366 | 4,8 | 371,202 |
| 812,5 | 12,8241 | 4,8 | 352,218 | 4,8 | 374,642 |
| 875 | 19,2758 | 4,8 | 352,269 | 4,8 | 381,145 |
| 937,5 | 33,5879 | 4,8 | 352,309 | 4,8 | 395,497 |
| 1000 | 78,1219 | 4,8 | 352,352 | 4,8 | 440,073 |

Πίνακας 6.2: Μέση τιμή της διέλευσης, της καθυστέρησης στους καταχωρητές, της συνολικής καθυστέρησης και του χρόνου διάδοσης για διάφορες τιμές του προσφερόμενου φορτίου ανά κόμβο στην περίπτωση FR FT⁴



Διάγραμμα 6.4 Πιθανότητα απόρριψης πακέτου σε σχέση με τη μέση τιμή της διέλευσης ανά κόμβο

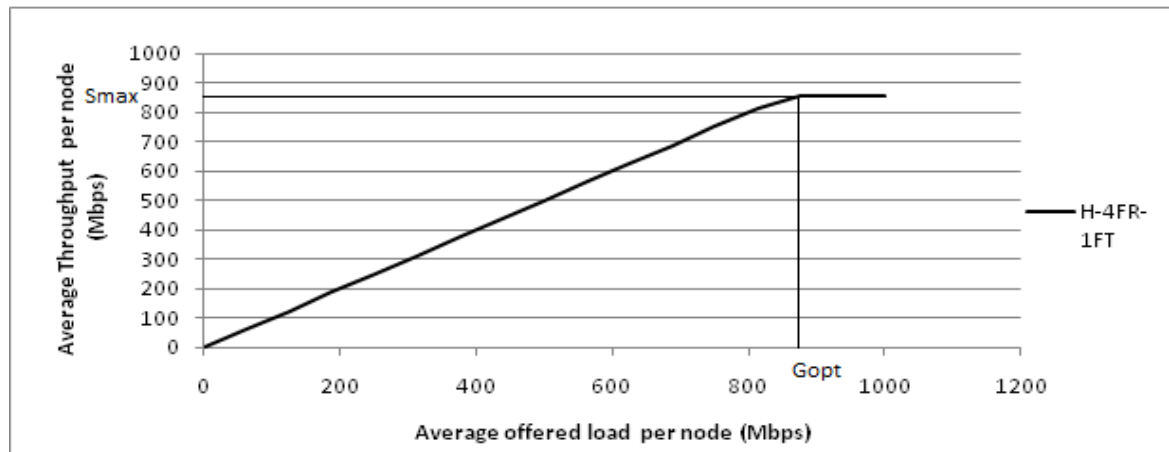
Στην περίπτωση του FR FT⁴ κάθε κόμβος είναι εξοπλισμένος με 5 καταχωρητές οι 3 εκ των οποίων είναι 25 θέσεων έκαστος (transmitting buffer), ένας για κάθε κανάλι στο οποίο εκπέμπει εκτός του καναλιού που λαμβάνει. Όσο αναφορά στους καταχωρητές που αντιστοιχούν στο κανάλι που λαμβάνει δεδομένα ο ένας είναι 24 θέσεων (transmitting buffer) και ο άλλος μόλις μιας θέσης (passed buffer) έτσι ώστε και σε αυτό το κανάλι το άθροισμα της χωρητικότητας των καταχωρητών να είναι 25 θέσεις (βλ. εικόνα 3.2). Επιλέχθηκε η χωρητικότητα να είναι 25 πακέτα ανά κανάλι προκειμένου συνολικά ο κόμβος να μπορεί να έχει στους καταχωρητές του 100 πακέτα ακριβώς όσα και στην περίπτωση FR⁴ FT και με αυτό τον τρόπο η σύγκριση των δυο πρωτόκολλων να είναι σε όσο το δυνατόν πιο κοινό περιβάλλον. Ως γνωστόν απώλεια πακέτου υπάρχει σε περίπτωση που καταφθάσει ένα πακέτο από το access δίκτυο και ο καταχωρητής του κόμβου είναι γεμάτος. Στη συγκεκριμένη διάταξη υπάρχει πιθανότητα απώλειας πακέτου και στην περίπτωση κατά την οποία ένας κόμβος λάβει ένα πακέτο του οποίου δεν είναι ο προορισμός και πρέπει να το τοποθετήσει στον κατάλληλο καταχωρητή προκειμένου να το επανεκπέμψει και ο καταχωρητής είναι πλήρης.

Ο μηχανισμός που επιλέχθηκε για την συγκεκριμένη περίπτωση είναι το εισερχόμενο πακέτο να αντικαταστήσει το πακέτο με την υψηλότερη προτεραιότητα το οποίο χάνεται. Ωστόσο, στην προσομοίωση δεν προέκυψε κάτι τέτοιο δηλαδή όλες οι απώλειες πακέτων συνέβησαν λόγω γεμάτων καταχωρητών κατά την άφιξη πακέτων από το δίκτυο πρόσβασης και όχι από το μητροπολιτικό δίκτυο. Όσο για τα ελάχιστα πακέτα που χάνονται όταν η διέλευση γίνεται 1 Gbps οφείλεται αποκλειστικά στο γεγονός ότι οι καταχωρητές 25 θέσεων δεν μπορούν να απορροφήσουν τυχόν εκρηκτικότητα της κίνησης για κάποιο συγκεκριμένο προορισμό.

Για λόγους πληρότητας εκτελέστηκε η ίδια προσομοίωση μόνο που στη θέση καταχωρητών 25 θέσεων τοποθετήθηκαν καταχωρητές 100 θέσεων και παρατηρήθηκε ότι η πιθανότητα απώλειας πακέτου ήταν μηδενική σε όλη τη γκάμα τιμών μέχρι το 1 Gbps εισερχόμενο φορτίο.

Όπως γίνεται εύκολα αντιληπτό τόσο από το διάγραμμα 6.1.2 όσο και από τα 6.2, 6.3, 6.4 το ιδανικό σημείο λειτουργίας του δικτύου υπολογίζεται στα 1000 Mbps περίπου προκειμένου να υπάρχει και ένα περιθώριο ασφαλείας σε περίπτωση παροδικής υπερφόρτωσης.

6.3 Αποτελέσματα Προσομοίωσης Αρχιτεκτονικής FR⁴ FT



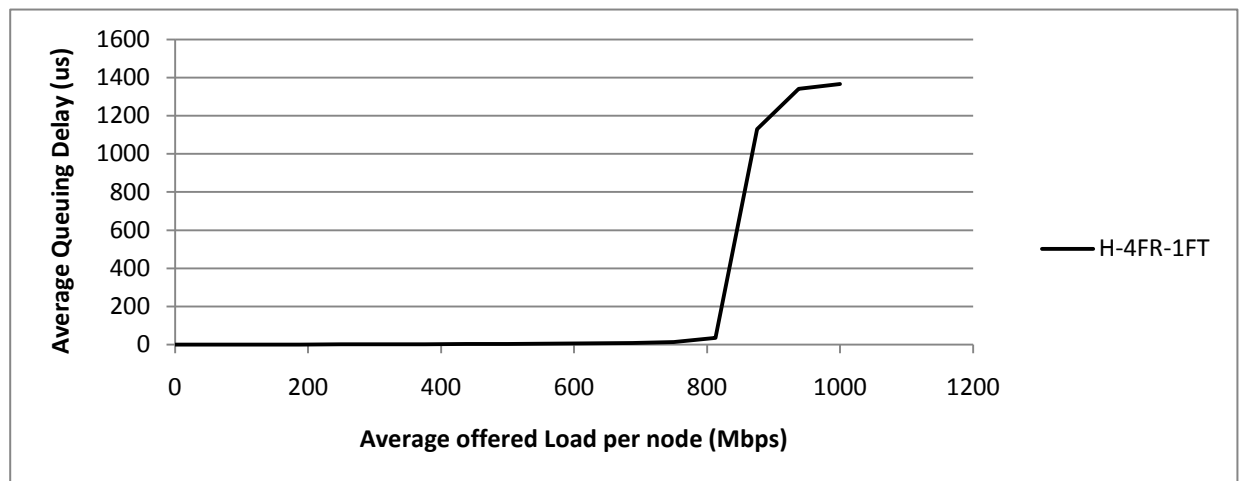
Διάγραμμα 6.5 Μέση διέλευση ανά κόμβο σε σχέση με το μέσο προσφερόμενο φορτίο ανά κόμβο

Όπως παρατηρούμε από το διάγραμμα η διέλευση αυξάνεται γραμμικά καθώς αυξάνεται η προσφερόμενη κίνηση στο δίκτυο μέχρι τα 857 Mbps δηλαδή περίπου 1 πακέτο ανά 14 us που είναι αρκετά κοντά και στη μέγιστη τιμή του throughput σύμφωνα με τη θεωρητική ανάλυση η οποία υπολογίζεται στα 833 Mbps (τύπος 4.17). Συνεπώς το δίκτυο στη γραμμική περιοχή μπορεί να εξυπηρετεί ολόκληρη την προσφερόμενη κίνηση χωρίς προβλήματα. Επιπλέον, το γεγονός ότι η κλίση είναι 45° ουσιαστικά σημαίνει ότι ο ρυθμός εισόδου πακέτων σε κάθε κόμβο είναι ίσος με το ρυθμό εξόδου και ότι ουσιαστικά το φορτίο των καταχωρητών είναι μηδενικό. Φυσικά οι καταχωρητές εξυπηρετούν στην εξομάλυνση της όποιας εκρηκτικότητας υπάρξει στην εισερχόμενη κίνηση. Στο σημείο που κλίση μεταβάλλεται και η καμπύλη γίνεται οριζόντια, γεγονός που υποδηλώνει ότι δίκτυο φτάνει στον κόρο η διέλευση παραμένει σταθερή και ίση με τη μέγιστη τιμή της ανεξάρτητα από το προσφερόμενο φορτίο.

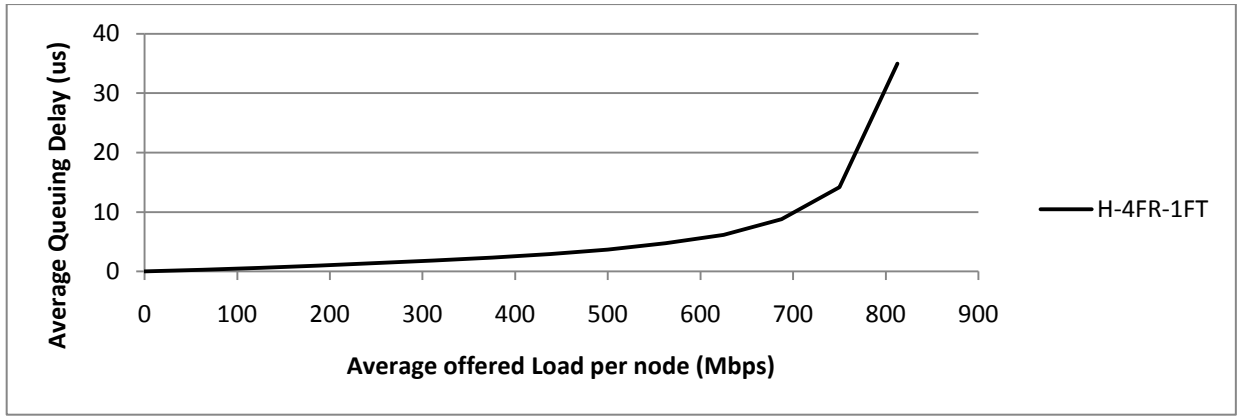
Να σημειωθεί ότι η μέγιστη τιμή της προσφερόμενης κίνησης είναι 1000 Mbps διότι το δίκτυο που τροφοδοτεί τον κόμβο είναι δίκτυο Ethernet το οποίο ως γνωστόν λειτουργεί στο 1 Gbps. Επίσης, με βάση τον ακόλουθο τύπο

$$\text{απόκλιση} = \frac{S_{\text{theoretical}}^{\text{max}} - S_{\text{simulation}}^{\text{max}}}{S_{\text{theoretical}}^{\text{max}}} = \frac{833 - 857}{857} = 0.028$$

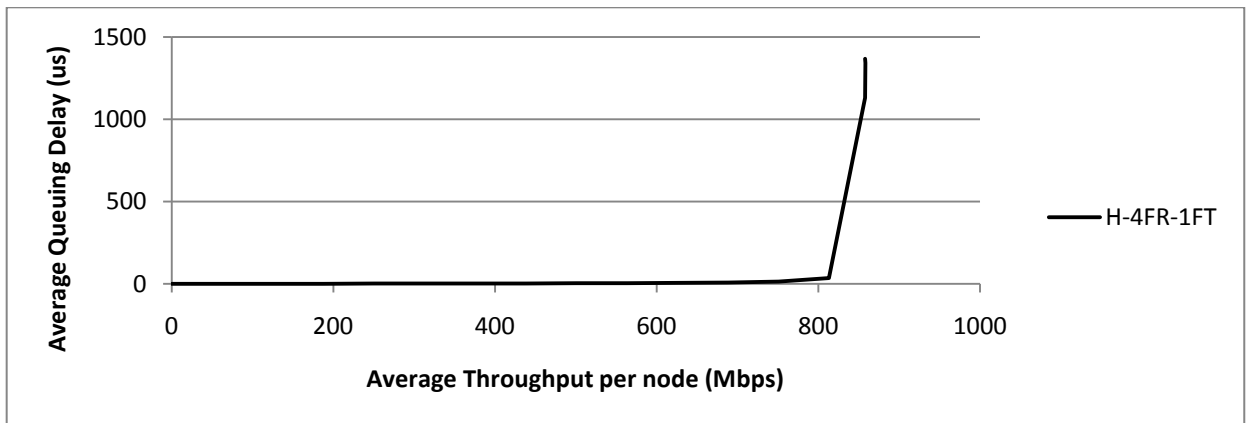
Υπολογίζεται απόκλιση 2.8 % η οποία εμφανίζεται μεταξύ θεωρητικής και πραγματικής τιμής και δικαιολογείται απόλυτα αν λάβουμε υπόψη το γεγονός ότι πάντα μπορεί να υπάρχει μια απόκλιση μεταξύ θεωρητικών και πειραματικών τιμών λόγω του πεπερασμένου αριθμού πειραμάτων. Τέλος αξίζει να σημειωθεί ότι ο μηχανισμός δικαιοσύνης μεταξύ των κόμβων ο οποίος αναλύθηκε παραπάνω λειτουργεί ικανοποιητικά διότι η απόκλιση στη διέλευση μεταξύ των 16 κόμβων του δικτύου μετρήθηκε στο 5 % σε συνθήκες υψηλού φορτίου.



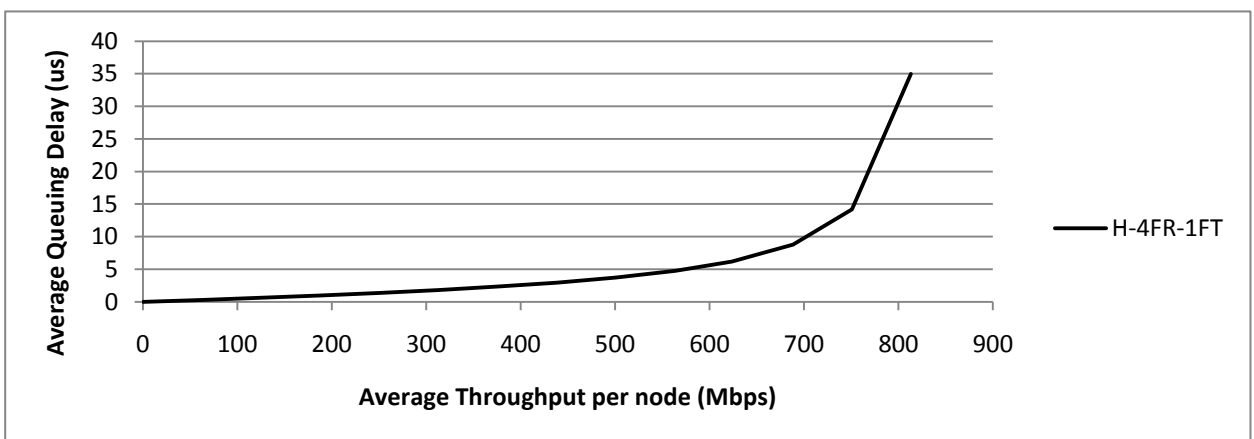
Διάγραμμα 6.6.1.1 Μέση καθυστέρηση στους καταχωρητές σε σχέση με το μέσο προσφερόμενο φορτίο



Διάγραμμα 6.6.1.2 Μέση καθυστέρηση στους καταχωρητές σε σχέση με το μέσο προσφερόμενο φορτίο με άλλη κλίμακα σε σχέση με το προηγούμενο προκειμένου να γίνει εμφανέστερη η γραμμική αύξηση στα χαμηλά φορτία



Διάγραμμα 6.6.2.1 Μέση καθυστέρηση στους καταχωρητές σε σχέση με τη μέση διέλευση ανά κόμβο



Διάγραμμα 6.6.2.2 Μέση καθυστέρηση στους καταχωρητές σε σχέση με τη μέση διέλευση ανά κόμβο με άλλη κλίμακα σε σχέση με το προηγούμενο προκειμένου να γίνει εμφανέστερη η γραμμική αύξηση στα χαμηλά φορτία

Στα 4 παραπάνω γραφήματα βλέπουμε τη συμπεριφορά του δικτύου ως προς την καθυστέρηση των πακέτων στους καταχωρητές. Συγκεκριμένα όσο το δίκτυο λειτουργεί στη γραμμική περιοχή δηλαδή κάτω από τα 800 Mbps περίπου οι καθυστερήσεις που παρατηρούνται είναι αρκετά μικρές και αυξάνονται με πολύ μικρή κλίση 4.5 us ανά 100 Mbps αύξηση του throughput. Αυτό σημαίνει ότι οι καταχωρητές έχουν ελάχιστο φορτίο πρακτικά μηδενικό και το γεγονός αυτό έρχεται να επιβεβαιώσει την παρατήρηση που έγινε στην γραφική παράσταση της διέλευσης για την κλίση των 45°. Πρακτικά, κατά τη λειτουργία του δικτύου τα πακέτα που καταφθάνουν στους κόμβους εξυπηρετούνται σχεδόν αμέσως. Ωστόσο, όταν το δίκτυο πλησιάζει τον κόρο δηλαδή γύρω στα 800 Mbps παρατηρείται εκρηκτική αύξηση της καθυστέρησης, γεγονός που εξηγείται απόλυτα αν αναλογιστεί κανείς ότι η ρυθμός εισροής πακέτων στο δίκτυο γίνεται περίπου ίδιος με το μέγιστο ρυθμό εξυπηρέτησης με αποτέλεσμα οι καταχωρητές στους κόμβους να είναι διαρκώς σχεδόν γεμάτοι.

Στο σημείο αυτό αξίζει να μελετήσουμε την μέση μέγιστη θεωρητική τιμή της καθυστέρησης και να ελέγξουμε κατά πόσο ταυτίζεται με την μέση μέγιστη τιμή προέκυψε από την προσομοίωση. Γνωρίζουμε ότι ο ρυθμός με τον οποίο εισέρχονται πακέτα στους καταχωρητές ταυτίζεται κατά μέση τιμή με το ρυθμό που τα πακέτα εξέρχονται από τους καταχωρητές δηλαδή τη διέλευση. Θα πάρουμε τη βέλτιστη τιμή της εισερχόμενης κίνησης G_{opt} για την οποία επιτυγχάνουμε S_{max} τη μέγιστη τιμή της διέλευσης και θα υπολογίσουμε την αναμενόμενη μέγιστη μέση τιμή της καθυστέρησης που αντιστοιχεί στις τιμές αυτές σύμφωνα με το νόμο του Little. Ορίζουμε τα ακόλουθα μεγέθη

G: μέσος ρυθμός εισόδου πακέτων στους καταχωρητές την οποία δίνεται από το χρήστη στο πρόγραμμα της προσομοίωσης

$$G_{opt} = 71.42 \cdot 10^{-3} \text{ packets/usec} \quad \text{για μέγιστη διέλευση } S_{max} = 857 \text{ Mbps}$$

$$G_{opt} = 71.42 \cdot 10^{-3} \cdot 10^6 \text{ packets/sec} = 71.42 \cdot 10^3 \cdot 12000 \text{ b/s} = 857 \text{ Mbps}$$

D: μέση μέγιστη καθυστέρηση στους καταχωρητές

N: ο αριθμός των πακέτων που βρίσκονται στους καταχωρητές για τον οποίο γνωρίζουμε ότι είναι κατά μέση τιμή 100 όση δηλαδή και η χωρητικότητα των καταχωρητών όταν το δίκτυο λειτουργεί στον κόρο.

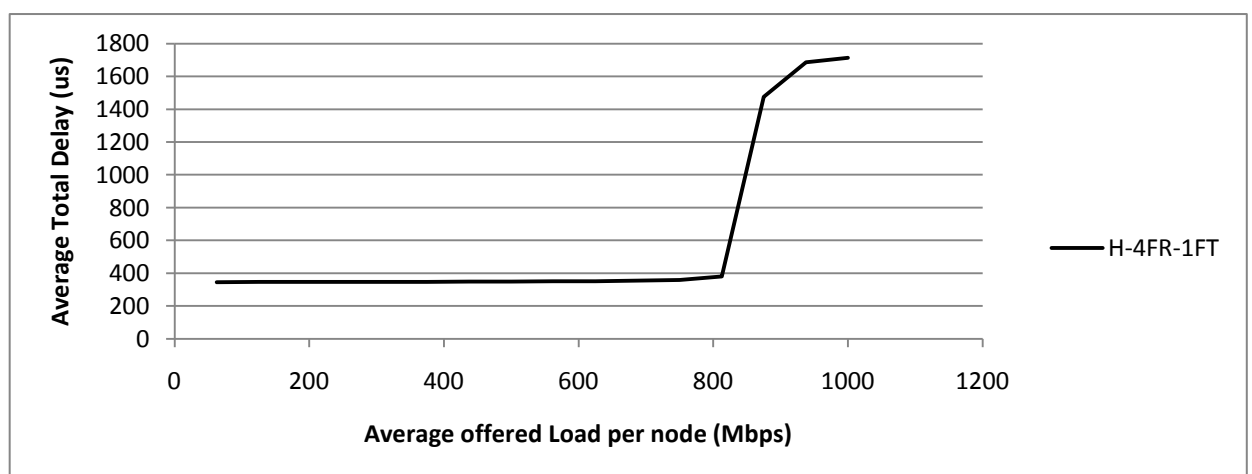
Εφαρμόζοντας το νόμο του Little $N = G \cdot D$ προκύπτει

$D = 1400$ us θεωρητική μέση τιμή της μέγιστης καθυστέρησης

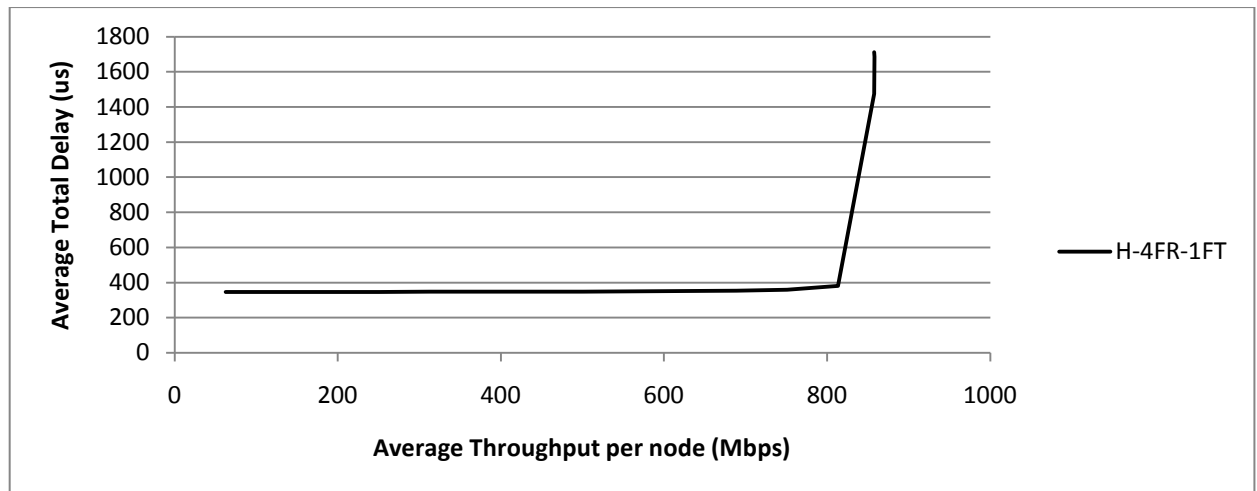
Σύμφωνα με την προσομοίωση η μέση τιμή της μέγιστης καθυστέρησης είναι 1370 us άρα παρατηρούμε πολύ μικρή απόκλιση μεταξύ αναμενόμενης και μετρήσιμης τιμής.

Με βάση τα παραπάνω παρατηρούμε ότι ως προς την καθυστέρηση στους καταχωρητές το ιδανικό σημείο λειτουργίας του δικτύου είναι στα 800 Mbps προκειμένου να υπάρχει και ένα ποσοστό ανοχής της τάξεως του 5 % σε περίπτωση υπερφόρτωσης του δικτύου χωρίς ιδιαίτερα προβλήματα καθυστερήσεων.

Το τελευταίο σημείο στο οποίο θα ήθελα να σταθώ είναι το τελευταίο κομμάτι της γραφικής παράστασης όπου παρατηρούμε πως όταν η καθυστέρηση λάβει μια μέγιστη τιμή στα 1370 us στη συνέχεια η τιμή αυτή παραμένει σταθερή ανεξάρτητα του προσφερόμενου φορτίου. Αυτό οφείλεται στην πεπερασμένη χωρητικότητα των καταχωρητών γεγονός που οδηγεί κατά μέσο όρο να απορρίπτεται όλη η επιπλέον εισερχόμενη κίνηση στο κόμβο στο σημείο αυτό. Συγκεκριμένα, υπολογίσαμε και θεωρητικά ότι η μέγιστη μέση καθυστέρηση που μπορεί να υφίσταται ένα πακέτο είναι σε περίπτωση που μπει στην τελευταία θέση του καταχωρητή και καθυστερεί κατά 1400 us. Η μέση καθυστέρηση λοιπόν δεν μπορεί να λάβει τιμή μεγαλύτερη των 1400 us διότι πολύ απλά οποιοδήποτε άλλο πακέτο που θα καταφτάσει στο συγκεκριμένο καταχωρητή θα τον βρει γεμάτο και θα απορριφθεί.



Διάγραμμα 6.7.1 Συνολική καθυστέρηση σε σχέση με το μέσο προσφερόμενο φορτίο ανά κόμβο



Διάγραμμα 6.7.2 Συνολική καθυστέρηση σε σχέση με τη μέση διέλευση ανά κόμβο

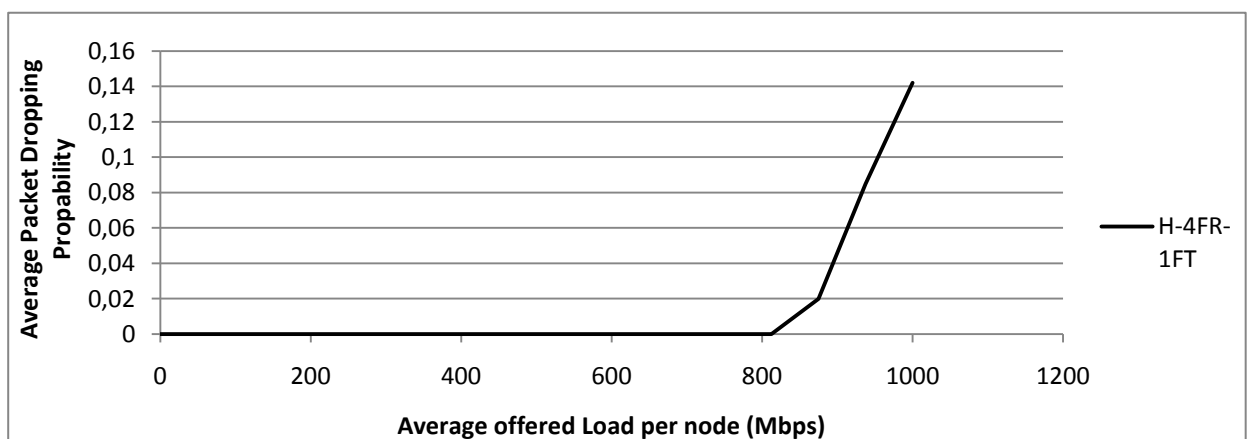
Τα διαγράμματα της συνολικής καθυστέρησης παρατηρούμε ότι προκύπτουν αν στα διαγράμματα καθυστέρησης στους καταχωρητές προσθέσουμε το χρόνο διάδοσης ανεξάρτητα από τη διέλευση του εκάστοτε κόμβου, για καλύτερη απόδοση του φαινομένου παρατίθεται και ο ακόλουθος πίνακας. Σε πρώτη φάση δεδομένου ότι και σε αυτή την περίπτωση θεωρούμε ότι οι κόμβοι ισαπέχουν και κάθε κόμβος στέλνει στους υπόλοιπους με ίδια πιθανότητα μπορούμε να χρησιμοποιήσουμε την ανάλυση που έγινε για την προηγούμενη περίπτωση και να καταλήξουμε στον τύπο 6.1

$$E[T_{ij}] = 345.6 \mu s$$

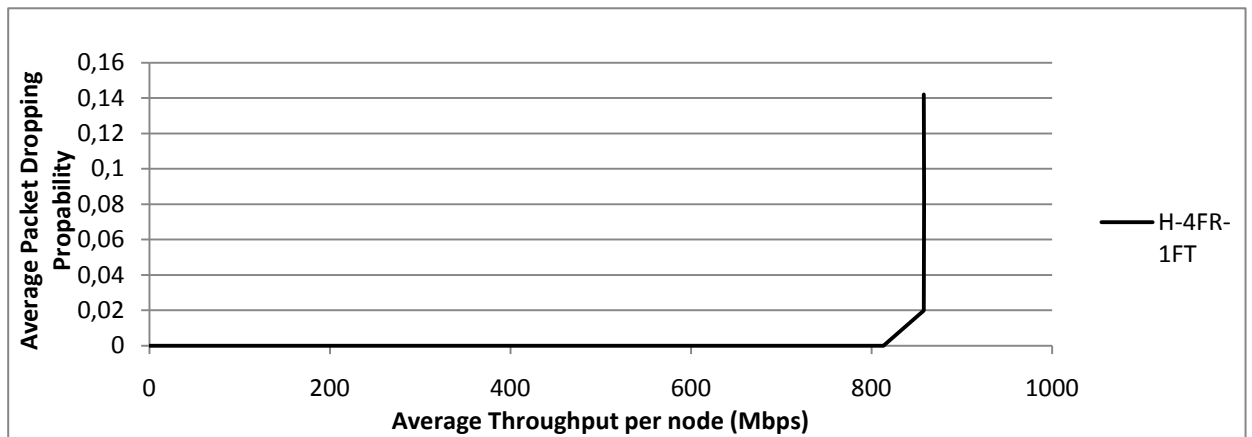
Όπως παρατηρούμε και από τον πίνακα στον οποίο παρατίθενται τα αποτελέσματα της προσομοίωσης για τα συγκεκριμένα μεγέθη υπάρχει σχεδόν απόλυτη ταύτιση μεταξύ θεωρητικής και πειραματικής τιμής όσο αναφορά στο χρόνο διάδοσης των πακέτων.

| G average offered Load per node (Mbps) | Buffer Delay (us) | Transmission Time (us) | Propagation Time (us) | Reception Time (us) | Total Delay (us) |
|--|-------------------|------------------------|-----------------------|---------------------|------------------|
| 62,5 | 0,30235070 | 4,8 | 345,399221 | 4,8 | 350,1992 |
| 125 | 0,63084301 | 4,8 | 345,762679 | 4,8 | 350,5626 |
| 187,5 | 0,98404506 | 4,8 | 345,790428 | 4,8 | 350,5904 |
| 250 | 1,38932764 | 4,8 | 345,433043 | 4,8 | 350,2330 |
| 312,5 | 1,82547748 | 4,8 | 345,721841 | 4,8 | 350,5218 |
| 375 | 2,33658362 | 4,8 | 345,468346 | 4,8 | 350,2683 |
| 437,5 | 2,94530753 | 4,8 | 345,712203 | 4,8 | 350,5122 |
| 500 | 3,70340821 | 4,8 | 345,404693 | 4,8 | 350,2046 |
| 562,5 | 4,73681991 | 4,8 | 345,501644 | 4,8 | 350,3016 |
| 625 | 6,16941214 | 4,8 | 345,524581 | 4,8 | 350,3245 |
| 687,5 | 8,78687467 | 4,8 | 345,614903 | 4,8 | 350,4149 |
| 750 | 14,2039488 | 4,8 | 345,548081 | 4,8 | 350,3480 |
| 812,5 | 34,9528746 | 4,8 | 345,579802 | 4,8 | 350,3798 |
| 875 | 1128,72759 | 4,8 | 345,644497 | 4,8 | 350,4444 |
| 937,5 | 1340,87484 | 4,8 | 345,529243 | 4,8 | 350,3292 |
| 1000 | 1366,75636 | 4,8 | 345,719395 | 4,8 | 350,5193 |

Πίνακας 6.3: Μέση τιμή της προσφερόμενου φορτίου, της καθυστέρησης στους καταχωρητές, της συνολικής καθυστέρησης και του χρόνου διάδοσης για διάφορες τιμές του προσφερόμενου φορτίου ανά κόμβο στην περίπτωση $FR^4 FT$



Διάγραμμα 6.8.1 Πιθανότητα απόρριψης πακέτου σε σχέση με το μέσο προσφερόμενο φορτίο ανά κόμβο



Διάγραμμα 6.8.2 Πιθανότητα απόρριψης πακέτου σε σχέση με τη μέση τιμή της διέλευσης ανά κόμβο

Λόγω του ότι στο δίκτυο δεν υπάρχουν συγκρούσεις μιας και το πρωτόκολλο βασίζεται στην τεχνική collision avoidance τα πακέτα χάνονται μόνο σε περίπτωση που όταν καταφθάσουν στον κόμβο πρόσβασης ο καταχωρητής του είναι πλήρης. Για να συμβεί αυτό πρέπει προφανώς ο ρυθμός εισροής πακέτων στον κόμβο να είναι μεγαλύτερος από το ρυθμό εξυπηρέτησης ή στην οριακή περίπτωση οι 2 ρυθμοί να είναι ίσοι και απλά λόγω της δυναμικότητας που εμπεριέχεται εκ των πραγμάτων στην προσομοίωση να χαθούν κάποια πακέτα. Για αυτό το λόγο άλλωστε παρατηρούμε και τις 3 διαφορετικές περιοχές στην γραφική παράσταση.

Στο πρώτο τμήμα μέχρι τα 800 Mbps το δίκτυο λειτουργεί στη γραμμική περιοχή συνεπώς ολόκληρη η εισερχόμενη κίνηση εξυπηρετείται χωρίς απώλειες πακέτων για αυτό και η πιθανότητα απόρριψης πακέτου είναι μηδενική, εν ολίγοις το φορτίο των καταχωρητών είναι μηδενικό κατά μέση τιμή. Στο δεύτερο κομμάτι από 800 μέχρι περίπου 840 Mbps μολονότι το εισερχόμενο φορτίο είναι από ελαφρώς μικρότερο έως ίσο με τη μέγιστη τιμή της διέλευσης χάνονται πακέτα διότι πολύ απλά, οι καταχωρητές γεμίζουν με αποτέλεσμα οποιαδήποτε εκρηκτικότητα στην εισερχόμενη κίνηση ακόμα και αν είναι μικρή να μην μπορεί να εξομαλυνθεί και ως εκ τούτου να οδηγεί σε απώλειες πακέτων. Στο τμήμα από 840 Mbps και άνω τα πράγματα είναι ξεκάθαρα ο ρυθμός εισόδου είναι μεγαλύτερος από το ρυθμό εξόδου και ακριβώς αυτή η διαφορά είναι ο ρυθμός με τον οποίο τα πακέτα που χάνονται.

Στον ακόλουθο πίνακα παρατίθεται για προσφερόμενο φορτίο 1 Gbps δηλαδή μεγαλύτερο από τη μέγιστη διέλευση η οποία υπολογίστηκε στα 0.857 Gbps για κάθε κόμβο ο αριθμός των πακέτων που κατέφθασαν στον κόμβο από το δίκτυο πρόσβασης , τα πακέτα που στάλθηκαν επιτυχημένα, τα πακέτα που απορρίφθηκαν καθώς και τα πακέτα που έμειναν στους καταχωρητές στο τέλος της προσομοίωσης.

Ορίζουμε λοιπόν

Total_time : Ο συνολικός χρόνος της προσομοίωσης

Total_packets : Ο αριθμός των πακέτων που καταφθάνουν σε 1 κόμβο στη διάρκεια της προσομοίωσης

Success: Ο αριθμός των επιτυχημένων προσπαθειών ενός κόμβου να στείλει ένα πακέτο που είναι ίσος με το μέσο αριθμό των πακέτων που στέλνει ο κόμβος στη διάρκεια της προσομοίωσης

Lost_packets: Ο αριθμός των πακέτων που απορρίπτονται από τον κόμβο λόγω του ότι τη στιγμή που καταφθάνουν οι καταχωρητές είναι πλήρεις

Packets_remained: Ο αριθμός των πακέτων που έμειναν στους καταχωρητές στο τέλος της προσομοίωσης

| node | Total_packets | Success | Lost_packets | Packets_remained | Drop_propability |
|------|---------------|---------|--------------|------------------|------------------|
| 1 | 400000 | 343391 | 56510 | 99 | 0,141275 |
| 2 | 400000 | 341428 | 58473 | 99 | 0,1461825 |
| 3 | 400000 | 342839 | 57064 | 97 | 0,14266 |
| 4 | 400000 | 343616 | 56290 | 94 | 0,140725 |
| 5 | 400000 | 343049 | 56851 | 100 | 0,1421275 |
| 6 | 400000 | 342693 | 57217 | 90 | 0,1430425 |
| 7 | 400000 | 343126 | 56775 | 99 | 0,1419375 |
| 8 | 400000 | 343300 | 56600 | 100 | 0,1415 |
| 9 | 400000 | 342911 | 56989 | 100 | 0,1424725 |
| 10 | 400000 | 343155 | 56746 | 99 | 0,141865 |
| 11 | 400000 | 342769 | 57131 | 100 | 0,1428275 |
| 12 | 400000 | 342985 | 56917 | 98 | 0,1422925 |
| 13 | 400000 | 343389 | 56512 | 99 | 0,14128 |
| 14 | 400000 | 344742 | 55158 | 100 | 0,137895 |
| 15 | 400000 | 343352 | 56549 | 99 | 0,1413725 |
| 16 | 400000 | 343552 | 56349 | 99 | 0,1408725 |

Πίνακας 6.4 : Αριθμός εισερχόμενων, εξερχόμενων, πακέτων που απορρίφθηκαν καθώς και πακέτων που έμειναν στους καταχωρητές στο τέλος της προσομοίωσης για τιμή του προσφερόμενου φορτίου 1 Gbps.

Παρατηρούμε ότι σύμφωνα με τα δεδομένα του πίνακα ισχύει μια πολύ βασική σχέση των ουρών αναμονής για όλους τους κόμβους

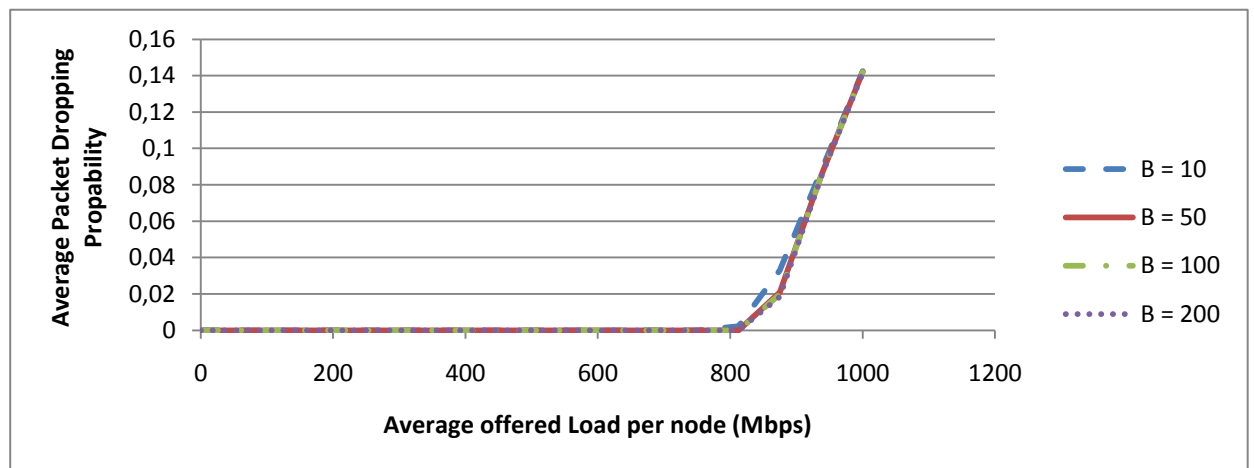
$$\text{Total_packets} = \text{success} + \text{Lost_packets} + \text{Packets_remained} \quad (6.2)$$

Επιπλέον γνωρίζουμε ότι σε ένα δίκτυο η πιθανότητα απώλειας ενός πακέτου για ένα κόμβο ορίζεται ως ο λόγος πακέτων που απορρίφθηκαν προς τα συνολικά πακέτα που κατέφθασαν στον κόμβο. Οπότε ισχύει η σχέση

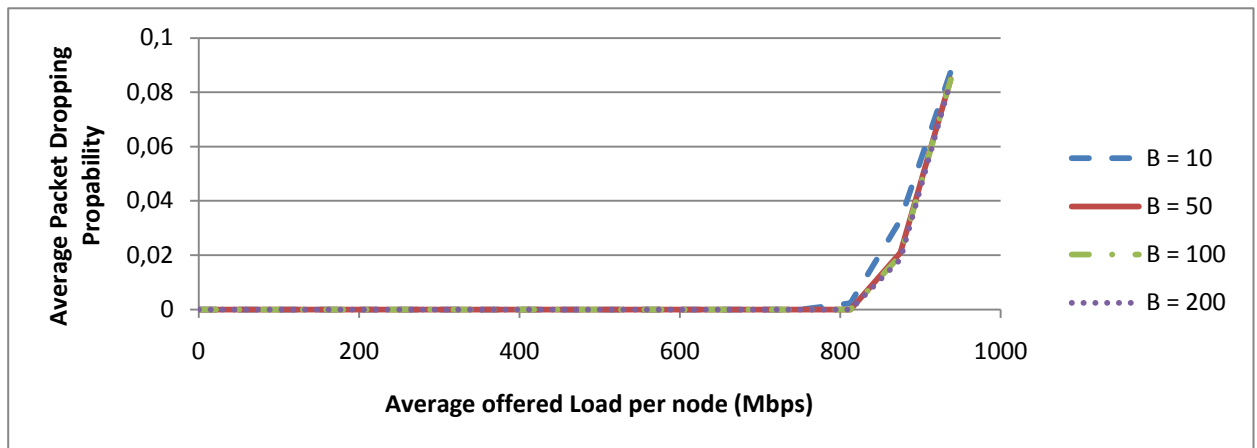
$$\text{Drop_propability} = \frac{\text{Lost_packets}}{\text{Total_packets}} \quad (6.3)$$

Όπως γίνεται εύκολα αντιληπτό τόσο από το διάγραμμα 6.5.2 όσο και από τα 6.6.2, 6.7.2, 6.8.2 το ιδανικό σημείο λειτουργίας του δικτύου υπολογίζεται στα 800 Mbps περίπου προκειμένου να υπάρχει και ένα περιθώριο ασφαλείας σε περίπτωση παροδικής υπερφόρτωσης.

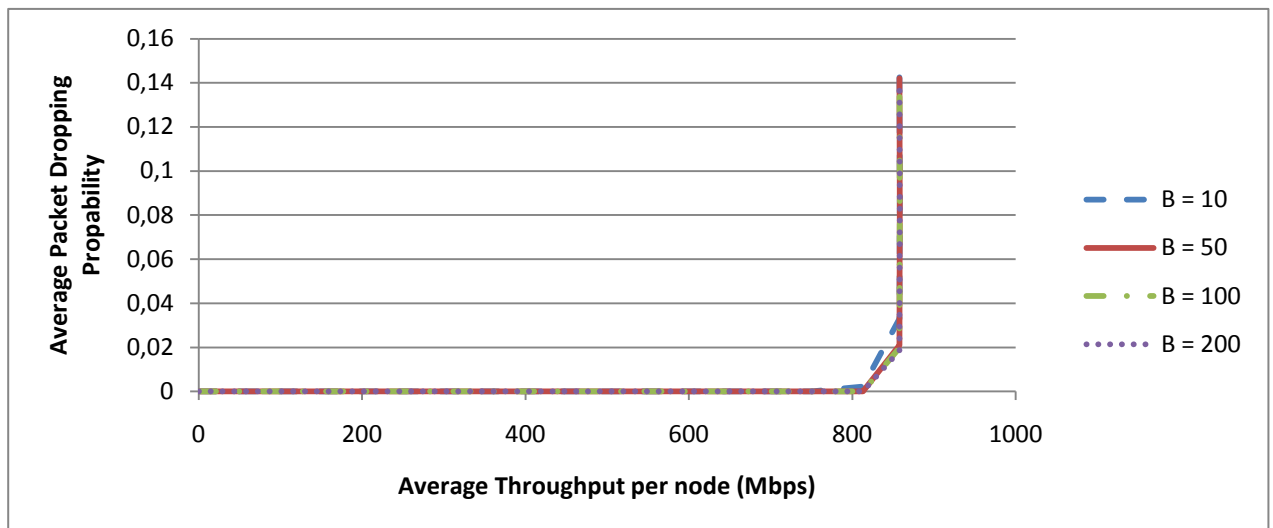
Για λόγους πληρότητας της μελέτης προσομοιώθηκε η ίδια τοπολογία δικτύου με διάφορες τιμές της χωρητικότητας των καταχωρητών. Συγκεκριμένα, στην προσπάθεια μελέτης της συμπεριφοράς του δικτύου είναι κρίσιμο να μελετήσουμε πως συμπεριφέρεται το δίκτυο σε θέμα πιθανότητας απώλειας πακέτων για διάφορες τιμές της χωρητικότητας του καταχωρητή κάθε κόμβου. Δοκιμάσαμε τιμές $B=10$, $B=50$, $B=200$ και παρατίθενται σε σύγκριση φυσικά με χωρητικότητα $B=100$ που είναι και η προτεινόμενη από το [21].



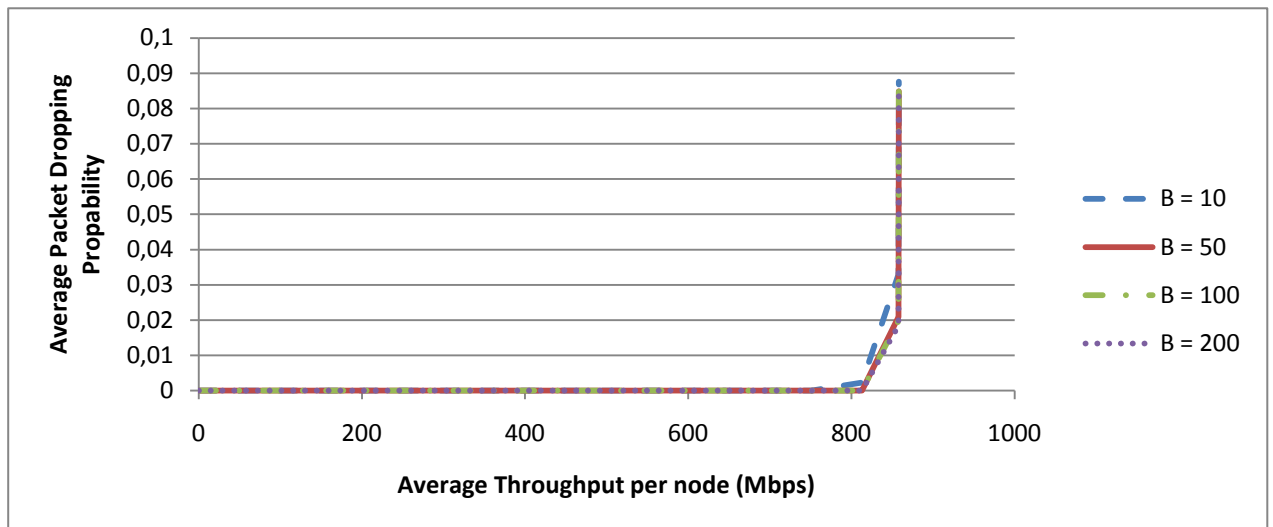
Διάγραμμα 6.9.1.1 Πιθανότητα απόρριψης πακέτου σε σχέση με το μέσο προσφερόμενο φορτίο ανά κόμβο για διάφορες τιμές της χωρητικότητας των καταχωρητών (B)



Διάγραμμα 6.9.1.2 Πιθανότητα απόρριψης πακέτου σε σχέση με το μέσο προσφερόμενο φορτίο ανά κόμβο για διάφορες τιμές της χωρητικότητας των καταχωρητών (B) με άλλη κλίμακα σε σχέση με το προηγούμενο προκειμένου να γίνει εμφανέστερη η γραμμική αύξηση στα χαμηλά φορτία



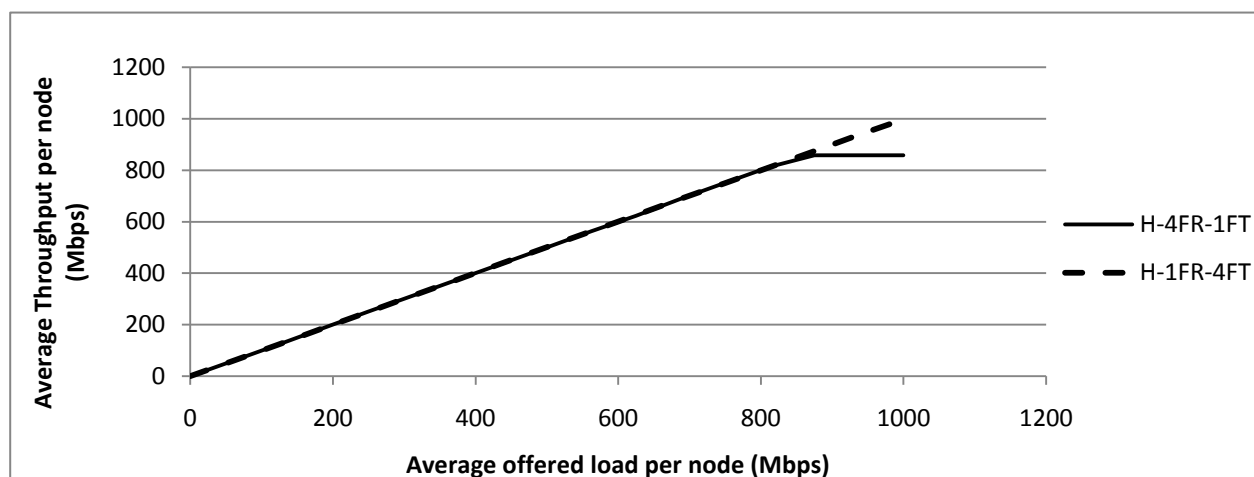
Διάγραμμα 6.9.2.1 Πιθανότητα απόρριψης πακέτου σε σχέση με τη μέση τιμή της διέλευσης ανά κόμβο για διάφορες τιμές της χωρητικότητας των καταχωρητών (B)



Διάγραμμα 6.9.2.2 Πιθανότητα απόρριψης πακέτου σε σχέση με τη μέση τιμή της διέλευσης ανά κόμβο για διάφορες τιμές της χωρητικότητας των καταχωρητών (B) με άλλη κλίμακα σε σχέση με το προηγούμενο προκειμένου να γίνει εμφανέστερη η γραμμική αύξηση στα χαμηλά φορτία

Όπως γίνεται αντιληπτό από τα 4 διαγράμματα όσο μεγαλύτερη η χωρητικότητα στους καταχωρητές τόσο δεξιότερα εμφανίζεται το σημείο που αλλάζει η κλίση στο διάγραμμα και τόσο μεγαλύτερη η κλίση του μεσαίου τμήματος της γραφικής παράστασης. Συγκεκριμένα, παρατηρούμε πως στο τμήμα από το σημείο που η πιθανότητα ξεκολλάει από το μηδέν μέχρι να φτάσει στο σημείο να αυξάνεται κατακόρυφα (βλ. διάγραμμα 6.9.2.2) έχουμε μεγαλύτερη κλίση όσο μικρότερος είναι ο καταχωρητής. Η φυσική ερμηνεία του φαινομένου είναι πολύ απλή, στο τμήμα αυτό η εισερχόμενη κίνηση είναι περίπου ίση με την εξερχόμενη συνεπώς όσο μικρότερος είναι ο καταχωρητής τόσο δυσκολότερα μπορεί να εξομαλύνει οποιαδήποτε έκρηξη της εισερχόμενης κίνησης, άρα και παρατηρούνται μεγαλύτερες απώλειες πακέτων. Ωστόσο, παρατηρούμε πως η αύξηση της χωρητικότητας των καταχωρητών βελτιώνει ελάχιστα την απόδοση του δικτύου στο θέμα της απώλειας πακέτων από ένα σημείο και μετά. Συνεπώς, μπορούμε να θεωρήσουμε με βάση τα διαγράμματα ότι η βέλτιστη επιλογή για τη χωρητικότητα των buffers είναι 50 θέσεων και όχι 100, αφού πρόκειται για μια πιο οικονομική λύση η οποία είναι σχεδόν εξίσου αποδοτική με τη λύση των καταχωρητών 100 θέσεων.

6.4 Συγκριτικά αποτελέσματα



Διάγραμμα 6.10 Μέση διέλευση ανά κόμβο σε σχέση με το μέσο προσφερόμενο φορτίο

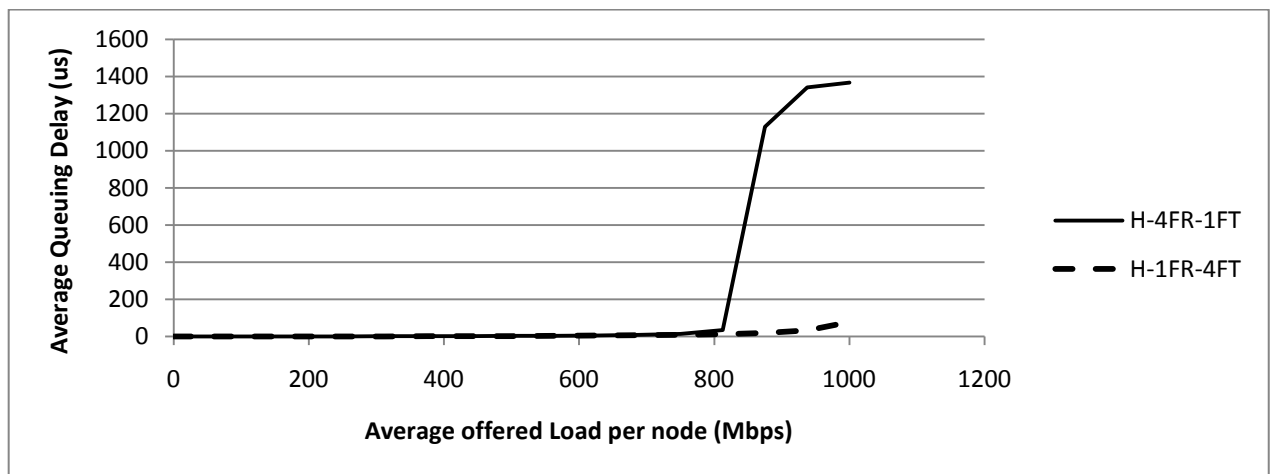
Στον ακόλουθο πίνακα παρατίθενται κάποια ενδεικτικά αποτελέσματα της προσομοίωσης προκειμένου να γίνει πιο εμφανές το κέρδος σε throughput του interface FR FT⁴ σε σχέση με το FR⁴ FT

| Load (Mbps) | Throughput FR ⁴ FT (Mbps) | Throughput FR FT ⁴ (Mbps) | Βελτίωση % |
|-------------|--------------------------------------|--------------------------------------|------------|
| 875 | 857,69 | 874,36 | 1,943593 |
| 937,5 | 858,01 | 937,12 | 9,220172 |
| 1000 | 857,74 | 997,41 | 16,28349 |

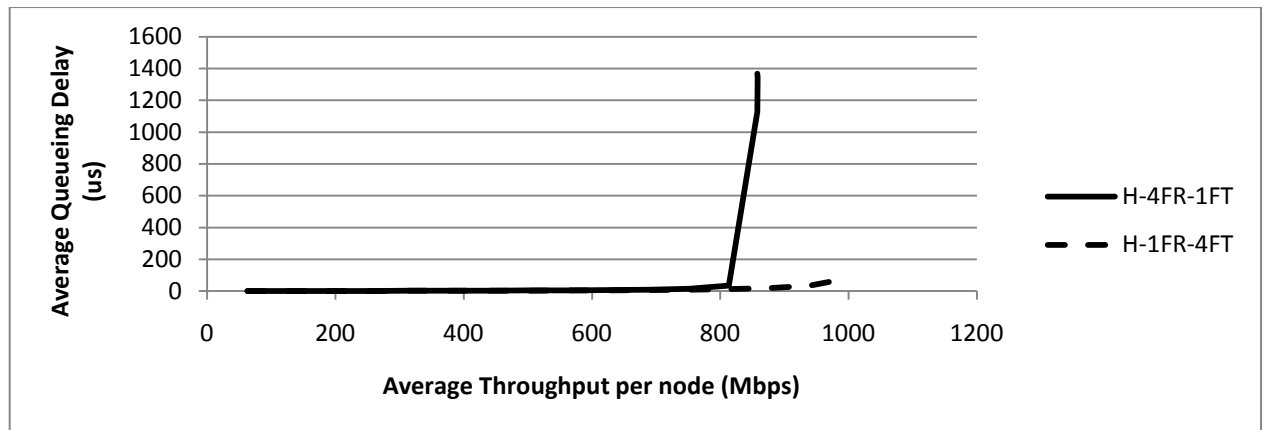
Πίνακας 6.5 : Πίνακας σύγκρισης της διέλευσης για τις δυο διατάξεις για διάφορες τιμές του προσφερόμενου φορτίου

Όπως γίνεται εύκολα αντιληπτό από τα δυο διαγράμματα, στις δυο περιπτώσεις η διέλευση είναι ίδια μέχρι τα 850 Mbps περίπου όπου το FR⁴ FT φτάνει στη μέγιστη τιμή του και περνάει σε κατάσταση κορεσμού ενώ το FR FT⁴ εξακολουθεί να αυξάνεται μέχρι τα 1000 Mbps. Ο βασικότερος λόγος αυτής της διαφοροποίησης έγκειται στην επαναχρησιμοποίηση των slot. Συγκεκριμένα στην πρώτη περίπτωση FR⁴ FT το slot απελευθερώνεται από τον κόμβο προορισμού όμως δεν μπορεί να χρησιμοποιηθεί από τον ίδιο λόγω του μηχανισμού δικαιοσύνης που περιγράφηκε παραπάνω.

Σε προηγούμενη παράγραφο περιγράψαμε αναλυτικά το μέσο όρο του χρόνου διάδοσης ενός πακέτου και το αποτέλεσμα ήταν 345.6 us χρόνος που αντιστοιχεί στην απόσταση μεταξύ 9 κόμβων. Άρα με βάση το συγκεκριμένο μηχανισμό κάθε slot επαναχρησιμοποιείται αφού διανύσει απόσταση μεταξύ 10 κόμβων ή σε χρόνο το slot επαναχρησιμοποιείται κάθε 388.8 us. Στη δεύτερη περίπτωση δεν υπάρχει ο μηχανισμός διαιτησίας με αποτέλεσμα όταν το slot αδειάζει από κάποιο κόμβο ο ίδιος κόμβος το ξαναγεμίζει σε περίπτωση φυσικά που έχει να εκπέμψει. Έτσι, στηριζόμενοι στα δεδομένα της προηγούμενης περίπτωσης το slot επαναχρησιμοποιείται κατά μέσο όρο κάθε φορά που διανύει απόσταση 9 κόμβων και όχι 10 ή σε χρόνο επαναχρησιμοποιείται κάθε 345.6 us. Με απλή σύγκριση γίνεται αντιληπτό ότι στην περίπτωση FR FT⁴ τα slot επαναχρησιμοποιούνται συχνότερα με αποτέλεσμα να επιτυγχάνονται υψηλότερες επιδόσεις από το δίκτυο. Μάλιστα με βάση τον πίνακα γίνεται σαφές ότι όσο αυξάνεται το προσφερόμενο φορτίο τόσο αυξάνεται και η απόκλιση στο throughput των 2 interfaces με το FR FT⁴ να υπερτερεί σε ποσοστό που αγγίζει και το 16%, το οποίο ωστόσο είναι αισθητά μικρότερο από το 50% που προέκυψε από τη θεωρητική ανάλυση.



Διάγραμμα 6.11.1 Μέση καθυστέρηση στους καταχωρητές σε σχέση με το μέσο προσφερόμενο φορτίο

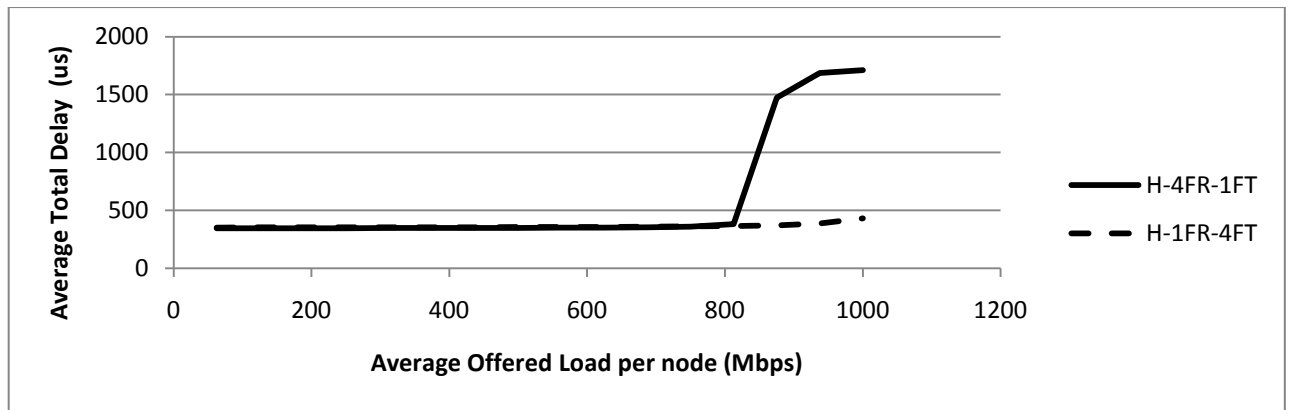


Διάγραμμα 6.11.2 Μέση καθυστέρηση τους καταχωρητές σε σχέση με τη μέση διέλευση ανά κόμβο

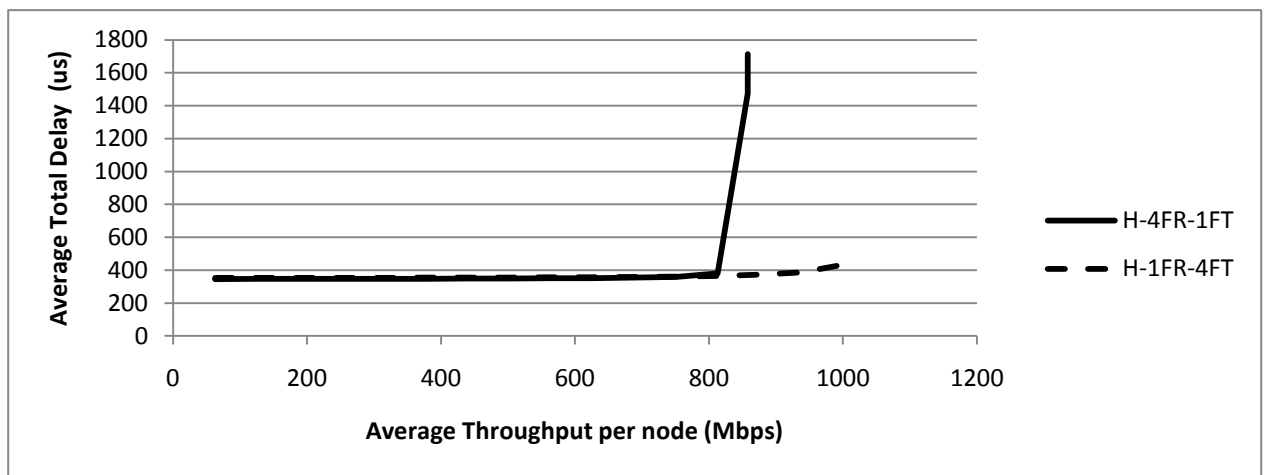
| Load (Mbps) | Queuing Delay FR ⁴ FT (us) | Queuing Delay FR FT ⁴ (us) | Βελτίωση % |
|-------------|---------------------------------------|---------------------------------------|------------|
| 750 | 14,2 | 9,23 | 35 |
| 812,5 | 34,95 | 12,82 | 63,31903 |
| 875 | 1128,728 | 19,27 | 98,29277 |
| 937,5 | 1340,87 | 33,58 | 97,49566 |
| 1000 | 1366,76 | 78,12 | 94,28429 |

Πίνακας 6.6 : Πίνακας σύγκρισης της καθυστέρησης στους καταχωρητές για τις δυο διατάξεις σε σχέση με μερικές τιμές του προσφερόμενου φορτίου.

Όπως γίνεται αμέσως αντιληπτό από το διάγραμμα η περίπτωση FR FT⁴ υπερτερεί μακράν στον τομέα της καθυστέρησης ουράς. Αν αναλογιστούμε τη γραφική παράσταση της διέλευσης ο λόγος είναι προφανής. Μέχρι τα 800 Mbps περίπου η συμπεριφορά είναι ίδια αφού άλλωστε και η διέλευση είναι ίδια, από το σημείο αυτό και μετά έχουμε έκρηξη της καθυστέρησης στη μια περίπτωση, λόγω του γεγονότος ότι το δίκτυο περνάει στον κόρο. Αντιθέτως στη δεύτερη περίπτωση, παρατηρείται μικρή αύξηση της καθυστέρησης αφού το δίκτυο εξακολουθεί να λειτουργεί στη γραμμική περιοχή και η διέλευση του κάθε κόμβου να είναι μικρότερη από τη μέγιστη με αποτέλεσμα, η καθυστέρηση παραμένει σε πολύ χαμηλά επίπεδα. Αξίζει να σημειωθεί, πως με βάση τις τιμές του πίνακα 6.6 παρατηρούμε εξαιρετική βελτίωση, η οποία αυξάνεται όσο αυξάνεται και το προσφερόμενο φορτίο φτάνοντας μάλιστα σε τιμές της τάξεως του 94 % μείωσης της καθυστέρησης.



Διάγραμμα 6.12.1 Συνολική μέση καθυστέρηση σε σχέση με το μέσο προσφερόμενο φορτίο ανά κόμβο



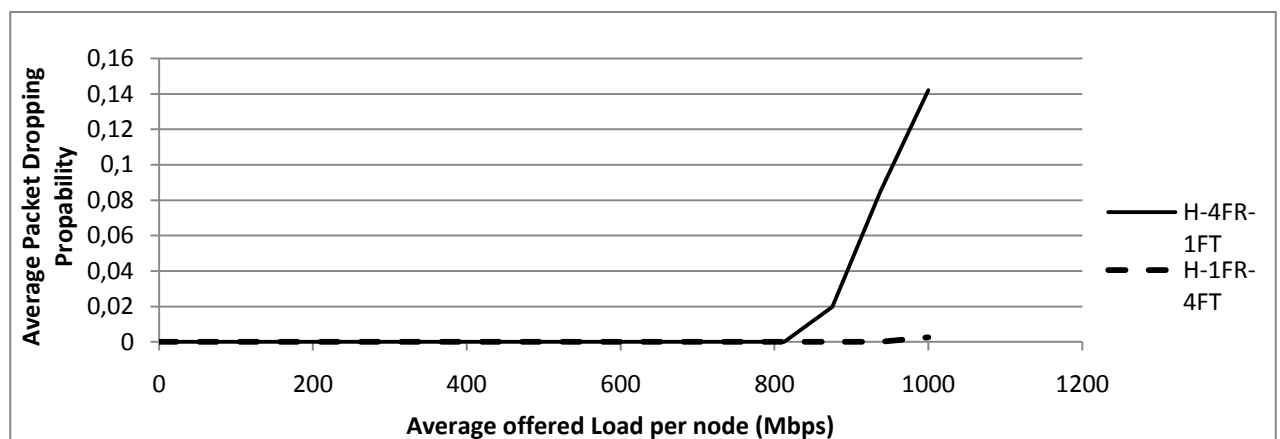
Διάγραμμα 6.12.2 Συνολική μέση καθυστέρηση σε σχέση με τη μέση διέλευση ανά κόμβο

| Load (Mbps) | Total Delay FR ⁴ FT (us) | Total Delay FR FT ⁴ (us) | Διαφορά % |
|-------------|-------------------------------------|-------------------------------------|-----------|
| 750 | 359,75 | 361,6 | -0,51425 |
| 812,5 | 380,53 | 365,04 | 4,070638 |
| 875 | 1474,37 | 371,54 | 74,80008 |
| 937,5 | 1686,4 | 385,89 | 77,11753 |
| 1000 | 1712,47 | 430,47 | 74,86263 |

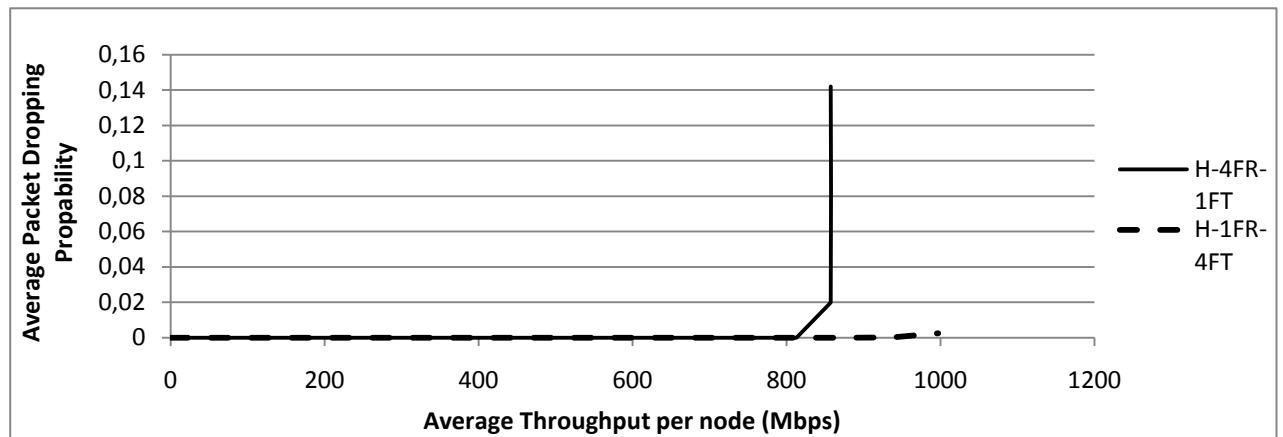
Πίνακας 6.7 : Πίνακας σύγκρισης της συνολικής καθυστέρησης για τις δυο διατάξεις σε σχέση με μερικές τιμές του προσφερόμενου φορτίου.

Έχοντας αναλύσει ξεχωριστά τα διαγράμματα καθυστέρησης για τις δυο περιπτώσεις δεν υπάρχουν ιδιαίτερα φαινόμενα που χρήζουν περαιτέρω ανάλυσης. Παρατηρώντας τις καμπύλες για την καθυστέρηση ουράς και με δεδομένο ότι ο χρόνος διάδοσης είναι σταθερός και περίπου ίσος για τις 2 περιπτώσεις, είναι φυσικό επόμενο η διάταξη FR FT⁴ να υπερτερεί μακράν της FR⁴ FT όπως υποδεικνύουν και τα αποτελέσματα του πίνακα όπου παρατηρείται βελτίωση έως και 77 %. Το μόνο στοιχείο που αξίζει να σημειωθεί, διότι δεν φαίνεται απόλυτα στο διάγραμμα αλλά είναι γίνεται σαφές με τη βοήθεια του πίνακα και της πρώτης γραμμής που η διάταξη FR FT⁴ δείχνει να είναι ελάχιστα χειρότερη από τη FR⁴ FT, είναι ότι χρόνος διάδοσης του FR FT⁴ είναι κατά μέσο όρο 6.72 us μεγαλύτερος της περίπτωσης FR FT⁴ λόγω του multihopping, το οποίο αναλύθηκε ενδελεχώς σε προηγούμενη παράγραφο.

Το γεγονός αυτό εξηγεί άλλωστε και το παράδοξο η μείωση στη συνολική καθυστέρηση να είναι σαφώς μικρότερη της μείωσης στην καθυστέρηση στους καταχωρητές για τις δυο διατάξεις. Παρατηρούμε λοιπόν πως το κέρδος της διάταξης FR FT⁴ είναι τεράστιο σε θέματα καθυστέρησης ωστόσο μειώνεται κάπως λόγω του γεγονότος ότι ο χρόνος διάδοσης είναι λίγο μεγαλύτερος από τον αντίστοιχο της διάταξης FR⁴ FT.



Διάγραμμα 6.13.1 Πιθανότητα απόρριψης πακέτου σε σχέση με το μέσο προσφερόμενο φορτίο ανά κόμβο



Διάγραμμα 6.13.2 Πιθανότητα απόρριψης πακέτου σε σχέση με τη μέση τιμή της διέλευσης ανά κόμβο

| Load (Mbps) | Dropping Propability FR ⁴ FT | Dropping Propability FR FT ⁴ | Βελτίωση % |
|-------------|---|---|------------|
| 875 | 0,0199 | 0 | 100 |
| 937,5 | 0,0848 | 0,000046 | 99,94575 |
| 1000 | 0,142 | 0,0026 | 98,16901 |

Πίνακας 6.8 : Πίνακας σύγκρισης της μέσης πιθανότητας απώλειας πακέτου για τις δυο διατάξεις σε σχέση με μερικές τιμές του προσφερόμενου φορτίου.

Όπως και στα προηγούμενα έτσι και σε αυτό το ζεύγος διαγραμμάτων γίνεται σαφές πόσο πολύ βελτιώνεται η συμπεριφορά του δικτύου με την περίπτωση FR FT⁴ να εμφανίζει αμελητέα πιθανότητα απώλειας πακέτων σε σχέση με την FR⁴ FT. Παρατηρώντας λοιπόν συγκεντρωτικά τα αποτελέσματα συμπεραίνουμε ότι με βάση τα ιδανικά σημεία λειτουργίας που υπολογίσαμε παραπάνω 800 Mbps για το FR⁴ FT και 1000 Mbps για το FR FT⁴ έχουμε σαφές κέρδος 200 Mbps.

6.5 Εισερχόμενη κίνηση

Ένα τελευταίο σημείο το οποίο κρίνεται σκόπιμο να θιχτεί είναι η εισερχόμενη κίνηση στους κόμβους και κατά πόσο η αναμενόμενη θεωρητική τιμή ταυτίζεται με την τιμή που μετράται από την προσομοίωση. Συγκεκριμένα, όπως αναλύθηκε εκτενώς στην παράγραφο που μιλήσαμε για την πηγή κίνησης η παράμετρος που δίνουμε στο σύστημα είναι ο χρόνος μεταξύ δυο διαδοχικών αφίξεων και ορίσαμε με τη βοήθεια της σχέσης (5.5) το ρυθμό εισόδου πακέτων στο σύστημα ως

$$S_{in} = \frac{1}{T + \Lambda} \text{ πακέτα/sec}$$

Με τη βοήθεια του προγράμματος της προσομοίωσης μετρήσαμε το συνολικό αριθμό πακέτων τα οποία κατέφθασαν σε όλους τους κόμβους κατά τη διάρκεια της προσομοίωσης στην περίπτωση FR FT⁴ και έτσι στον παρακάτω πίνακα δίνεται ο αναμενόμενος ρυθμός εισόδου πακέτων και ο προσομοιωτικός ρυθμός εισόδου πακέτων για διάφορες τιμές του inter-arrival time Λ .

Όπως γίνεται σαφές από τον πίνακα οι διαφορές που εμφανίζονται είναι αμελητέες και μάλιστα με φθίνουσα τάση όσο το φορτίο αυξάνεται και ο αριθμός των πακέτων που εισέρχονται στο σύστημα αυξάνεται επίσης.

| Λ (us) | Sin theoritical (packet/us) | Sin simulation (packets/us) | διαφορά % |
|----------------|--------------------------------|--------------------------------|--------------|
| 180,0000 | 0,0833 | 0,0835 | 0,1965 |
| 84,0000 | 0,1667 | 0,1661 | -0,3554 |
| 52,0000 | 0,2500 | 0,2504 | 0,1742 |
| 36,0000 | 0,3333 | 0,3339 | 0,1699 |
| 26,4000 | 0,4167 | 0,4178 | 0,2803 |
| 20,0000 | 0,5000 | 0,5013 | 0,2663 |
| 15,4286 | 0,5833 | 0,5847 | 0,2388 |
| 12,0000 | 0,6667 | 0,6682 | 0,2230 |
| 9,3333 | 0,7500 | 0,7507 | 0,0997 |
| 7,2000 | 0,8333 | 0,8341 | 0,0865 |
| 5,4545 | 0,9167 | 0,9179 | 0,1372 |
| 4,0000 | 1,0000 | 1,0006 | 0,0565 |
| 2,7692 | 1,0833 | 1,0832 | -0,0153 |
| 1,7143 | 1,1667 | 1,1658 | -0,0719 |
| 0,8000 | 1,2500 | 1,2496 | -0,0354 |
| 0,0000 | 1,3333 | 1,3333 | -0,0003 |

Πίνακας 6.9: Θεωρητικός και προσομοιωτικός ρυθμός εισόδου πακέτων στο δίκτυο για διάφορες τιμές του χρόνου μεταξύ 2 διαδοχικών αφίξεων πακέτων σε ένα κόμβο.

ΠΑΡΑΡΤΗΜΑ

Κώδικας δημιουργίας πίνακα χρονικών στιγμών αφίξεων

```
random=dlmread('poisson','\t');
random2 = reshape(random,16,1000000);
greet=12;
result=1;
Load=result/16;
greekL=greet*(1-Load)/Load;
B=-greekL*log(random2)+greet;
poisson=cumsum(B,2);
```

Κώδικας προσομοίωσης για την περίπτωση FR⁴ FT

```
%statheres
    delay3=0;
    total_delay3=0;
    total_slots=1000000;
    slot_time=4.8;
    num_node=16;
    total_delay=0;
    n=7;
    buffer_size=101;
    total_packets(result,1:num_node)=0;
    lost_packet(result,1:num_node)=0;
    channel=4;
    slot_num=144;

%theseis kombon
    j=1;
    for node=1:num_node
        thesi(node)=j;
        j=j+slot_num/num_node;
    end

%arxikopiisi pinaka success
    success(1:num_node)=0;
    metritis(1:num_node)=0;

%arxikopiisi buffer
    firstout(1:num_node)=1;
    lastin(1:num_node)=1;
    buffer(1:num_node,1:buffer_size)=0;
    vector_poisson(1:num_node)=1;
    vector_packet(1:num_node)=1;

%arxikopiisi dialon
    wavelength(1:channel,1:slot_num)=0;
```



```

        flag(1:num_node)=0;

%packet document
    for i=1:num_node
        for j=1:num_node
            if (i==j)
                help_packet(i,j)=0 ;
            else
                help_packet(i,j)=i*10^(n+2)+j*10^n ;
            end
        end
    end

    for i=1:num_node
        y=1 ;
        j=1 ;
        while (y<=num_node-1)
            packet(i,y)=help_packet(i,j) ;
            if (packet(i,y)~=0)
                y=y+1 ;
            end
            j=j+1 ;
        end
    end

    for counter=1:total_slots

%update buffer
        for node=1:num_node
            h1=vector_poisson(node);
            if (poisson(node,h1)<counter*slot_time)
                vector_packet=floor(rand(1)*(num_node-1))+1;
                h2=lastin(node);
                h3=vector_packet;
                total_packets(result,node)=total_packets(result,node)+1;
                vector_poisson(node)=vector_poisson(node)+1;
                if (firstout(node)-lastin(node)==1) | ((lastin(node)==buffer_size) &
(firstout(node)==1))
                    lost_packet(result,node)=lost_packet(result,node)+1;
                else
                    buffer(node,h2)=packet(node,h3)+counter;
                    lastin(node)=lastin(node)+1;
                    if (lastin(node)==buffer_size+1)
                        lastin(node)=1;
                    end
                end
            end
        end

%adeiasma slot
        for node=1:num_node
            h30=thesi(node);

```

```

        for i=1:channel
            if (wavelength(i,h30)~=0)
                h_packet=wavelength(i,h30) ;
                delay2=mod(h_packet,10^n) ;
                destination=(mod(h_packet,10^(n+2))-delay2)/10^n ;
                source=(mod(h_packet,10^(n+4))-10^n*destination-
delay2)/10^(n+2);

                if (source==node)
                    wavelength(i,h30)=0 ;
                    flag(node)=1 ;
                    delay3=(counter-delay2)*slot_time;
                    metritis(node)=metritis(node)+1;
                    total_delay3=total_delay3+delay3;
                end
            end
        end
    end

end

%channel update
for i=1:channel
    for node=i:4:num_node
        h5=firstout(node);
        h31=thesi(node);
        if (wavelength(i,h31)==0) & (flag(node)==0) & (buffer(node,h5)>0)
            wavelength(i,h31)=buffer(node,h5);
            delay=counter-mod(wavelength(i,h31),10^n);
            total_delay=total_delay+delay;
            success(node)=success(node)+1;
            buffer(node,h5)=0;
            firstout(node)=firstout(node)+1;
            if (firstout(node)==buffer_size+1)
                firstout(node)=1;
            end
        end
    end
end

end

%rotation
flag(1:num_node)=0;
boithitikos_pinakas=circshift(wavelength,[0,1]);
wavelength=boithitikos_pinakas;

end

throughput(result)=mean(success)*2500/total_slots
mean_delay(result)=total_delay/sum(success)*slot_time
mean_delay2(result)=total_delay3/sum(metritis)
drop_propability(result)=sum(lost_packet(result,:),2)/sum(total_packets(result,:),2)

```

Κώδικας προσομοίωσης για την περίπτωση FR FT⁴

```
%statheres
    slot_time=4.8;
    total_slots=500000;
    num_node=16;
    total_delay=0;
    total_delay2=0;
    n=7;
    counter=1;
    buffer_size=26;
    total_packets(result,1:num_node)=0;
    lost_packet(result,1:num_node)=0;
    lost_packet2(result,1:num_node)=0;
    channel=4;
    slot_num=144;
    metritis_delay(result,1:num_node)=0;
    h_packet2(1:num_node,1:channel)=0;
    control_hopping(1:num_node)=0;
    control_hopping2(1:num_node)=0;
    control_hopping3(1:num_node)=0;
    control_hopping4(1:num_node)=0;

%arxikopoiisi pinaka success
    success(result,1:num_node)=0;

%theseis kombon
    j=1;
    for node=1:num_node
        thesi(node)=j;
        j=j+slot_num/num_node;
    end

%arxikopoiisi buffer
    firstout(1:num_node,1:channel)=1;
    lastin(1:num_node,1:channel)=1;
    buffer(1:num_node,1:channel,1:buffer_size)=0;
    vector_poisson(1:num_node)=1;

%arxikopoiisi dialulon
    wavelength(1:channel,1:slot_num)=0;

%packet document
    for i=1:num_node
        for j=1:num_node
            if (i==j)
                help_packet(i,j)=0 ;
            else
                help_packet(i,j)=i*10^(n+2)+j*10^n ;
            end
        end
    end

    for i=1:num_node
```

```

        y=1 ;
        j=1 ;
        while (y<=num_node-1)
            packet(i,y)=help_packet(i,j) ;
            if (packet(i,y)~=0)
                y=y+1 ;
            end
            j=j+1 ;
        end
    end

    end

    for counter=1:total_slots

%update buffer
        for node=1:num_node
            h1=vector_poisson(node);
            if (poisson(node,h1)<counter*slot_time)
                vector_packet=floor(rand(1)*(num_node-1))+1;
                h3=vector_packet;
                destination=(mod(packet(node,h3),10^(n+2)))/10^n ;
                if (mod(destination,channel)==0)
                    h5=4;
                else
                    h5=mod(destination,channel);
                end
                h2=lastin(node,h5);
                total_packets(result,node)=total_packets(result,node)+1;
                vector_poisson(node)=vector_poisson(node)+1;
                if ((firstout(node,h5)-lastin(node,h5))==1) |
((lastin(node,h5)==buffer_size) & (firstout(node,h5)==1))
                    lost_packet(result,node)=lost_packet(result,node)+1;
                else
                    buffer(node,h5,h2)=packet(node,h3)+counter;
                    lastin(node,h5)=lastin(node,h5)+1;
                    if (lastin(node,h5)==buffer_size+1)
                        lastin(node,h5)=1;
                    end
                end
            end
        end
    end

%adeiasma slot
        for i=1:channel
            for node=i:4:num_node
                h7=thesi(node);
                if (wavelength(i,h7)~=0)
                    h_packet=wavelength(i,h7) ;
                    control_hopping4(node)=control_hopping4(node)+1;
                    wavelength(i,h7)=0 ;
                    delay2=mod(h_packet,10^n) ;
                    destination=(mod(h_packet,10^(n+2))-delay2)/10^n ;
                end
            end
        end
    end

```

```

        if (destination~=node)
            h_packet2(node,i)=h_packet;
        control_hopping(node)=control_hopping(node)+1;
        else
            delay=(counter-mod(h_packet,10^n))*slot_time;
            total_delay=total_delay+delay;

        metritis_delay(result,node)=metritis_delay(result,node)+1;
        end
    end
end

%channel update

for node=1:num_node
    h8=thesi(node);
    for i=1:channel
        h5=firstout(node,i);
        if (wavelength(i,h8)==0) & (buffer(node,i,h5)~=0)
            control_hopping2(node)=control_hopping2(node)+1;
            wavelength(i,h8)=buffer(node,i,h5);
            buffer(node,i,h5)=0;
            firstout(node,i)=firstout(node,i)+1;
            if (firstout(node,i)==buffer_size+1)
                firstout(node,i)=1;
            end
            delay2=mod(wavelength(i,h8),10^n) ;
            destination=(mod(wavelength(i,h8),10^(n+2))-
delay2)/10^n ;
            source=(mod(wavelength(i,h8),10^(n+4))-
10^n*destination-delay2)/10^(n+2);
            if (source==node)
                success(result,node)=success(result,node)+1;
                delay3=(counter-delay2)*slot_time;
                total_delay2=total_delay2+delay3;
            end
        end
    end
end

%update buffer second time

for node=1:num_node
    for i=1:channel
        if (h_packet2(node,i)~=0)
            control_hopping3(node)=control_hopping3(node)+1;
            h_packet=h_packet2(node,i);
            h10=lastin(node,i);
            if (firstout(node,i)==lastin(node,i)) &
(buffer(node,i,h10)==0)
                h6=lastin(node,i);
                buffer(node,i,h6)=h_packet;
                lastin(node,i)=lastin(node,i)+1;
            end
        end
    end
end

```

```

        if (lastin(node,i)==buffer_size+1)
            lastin(node,i)=1;
        end
    else
        if (firstout(node,i)==1) &
            firstout(node,i)=buffer_size;
            h7=firstout(node,i);
            buffer(node,i,h7)=h_packet;
        else
            if (firstout(node,i)-lastin(node,i)==1) |
                ((lastin(node,i)==buffer_size) & (firstout(node,i)==1))
                    lost_packet2(result,node)=lost_packet2(result,node)+1;
                else
                    firstout(node,i)=firstout(node,i)-1;
                    h7=firstout(node,i);
                    buffer(node,i,h7)=h_packet;
                end
            end
        end
    end
end
end
end
end

%rotation
    boithitikos_pinakas=circshift(wavelength,[0,1]);
    wavelength=boithitikos_pinakas;
    h_packet2(1:num_node,1:channel)=0;
end

throughput(result)=mean(success(result,:),2)*2500/total_slots
drop_propability(result)=sum(lost_packet(result,:),2)/sum(total_packets(result,:),2)
drop_propability2(result)=sum(lost_packet2(result,:),2)/sum(total_packets(result,:),2)
mean_delay(result)=total_delay2/sum(success(result,:),2)
mean_delay2(result)=total_delay/sum(metritis_delay(result,:),2)

```

Κώδικας C για τη δημιουργία αρχείου με ψευδοτυχαίους αριθμούς το οποίο διαβάζει το matlab προκειμένου να δημιουργήσει τον πίνακα χρονικών στιγμών αφίξεων

```

#include <stdio.h>
#include <math.h>
#include <time.h>

int main ()
{
    unsigned int SEED = (unsigned int) time(NULL);
    int i,j;
    FILE *fp;
    fp = fopen("poisson","w+");

```

```
double random ()
{
    static unsigned int a = 1588635695, m = 4294967291U, q = 2, r = 1117695901;
    SEED = a*(SEED % q) - r*(SEED / q);
    return ((double)SEED / (double)m);
}
for (i=0;i<16;i++)
{
    for (j=0;j<1000000;j++)
    fprintf(fp,"%f\t",random());
}
fclose(fp);
system("pause");
return 0;
}
```

ΒΙΒΛΙΟΓΡΑΦΙΑ

- [1] www.telecom.ntua.gr/photonics
- [2] Φωτονική Τεχνολογία για Τηλεπικοινωνίες, Ηρακλής Αβραμόπουλος
- [3] Δίκτυα Υπολογιστών, Andrew S. Tanenbaum
- [4] Project HORNET begins second phase of next-generation Internet research, Ian White Ph.D. student in the electrical engineering department at Stanford University and a member of Stanford's Optical Communications Research Laboratory
<http://www.lightwaveonline.com/about-us/lightwave-issue-archives/issue/project-hornet-begins-second-phase-of-next-generation-internet-research-53465572.html>
- [5] <http://www.wired.com/science/discoveries/news/2000/04/35523>
- [6] Kapil V. Shrikhande, Ian M. White, Duang-rudee Wonglumsom, Steven M. Gemelos, Matthew S. Rogge, Yasuyuki Fukushima, Moritz Avenarius, and Leonid G. Kazovsky, Fellow, IEEE "HORNET: A Packet-Over-WDM Multiple Access Metropolitan Area Ring Network", IEEE Journal on Selected Area in Communications, Vol. 18, No. 10, October 2000
- [7] K. Bogineni, K. M. Sivalingam, and P.W. Dowd, "Low complexity multiple access protocols for wavelength division multiplexed photonic networks," IEEE Journal on Selected Areas in Communications, vol. 11, pp. 590–604, May 1993
- [8] A. Carena, M. D. Vaughn, R. Gaudino, M. Shell, and D. J. Blumenthal, "OPERA: An optical packet experimental routing architecture with label swapping capability," J. Lightwave Technol., vol. 16, pp. 2135–2145, Dec. 1998
- [9] A. Budman et al., "Multigigabit optical packet switch for self routing networks with subcarrier addressing," in Proc. OFC'92, San Jose, CA, Feb. 4–7, 1992, pp. 90–91
- [10] S. M. Gemelos, I. M. White, D. Wonglumsom, K. Shrikhande, T. Ono, and L. G. Kazovsky, "WDM metropolitan area network based on CSMA/CA packet switching," IEEE Photon. Technol. Lett., Nov. 1999.
- [11] S. F. Su and R. Olshansky, "Performance of multiple access WDM networks with subcarrier multiplexed control channels," IEEE/OSA J. Lightwave Technol., vol. 11, pp. 1028–1033, May–June 1993.
- [12] C. L. Lu, D. J. M. Sabido, P. Poggiolini, R. T. Hofmeister, and L. G. Kazovsky, "CORD—A WDMA optical network: Subcarrier-based signaling and control scheme," IEEE Photon. Technol. Lett., vol. 7, pp. 555–557, May 1995.
- [13] T. Ono, S. M. Gemelos, I. M. White, and L. G. Kazovsky, "Latency characteristics of wavelength switched packets in WDM multihop ring networks," in Proc. OFC'99, vol. 2, Paper ThM8
- [14] I. M. White, D. Wonglumsom, K. Shrikhande, S. M. Gemelos, M. S. Rogge, and L. G. Kazovsky, "The architecture of HORNET: A packet-over WDM multiple-access optical metropolitan area ring network," Computer Networks, Feb. 2000
- [15] Shun Yao, Sudhir Dixit, Biswanath Mukherjee, "Advances in Photonic Packet Switching: An Overview"
- [16] http://www.rp-photonics.com/fiber_bragg_gratings.html
- [17] Συστήματα Μεταγωγής Πληροφορίας, Ιάκωβος Στ. Βενίερης

- [18] Sung, Shiang-Sung Hwang, Wen-Shyang, "Performance of Queue Selecting Strategies for HORNET", Oct. 2006
- [19] M. Marsan, A. Bianco, E. Leonardi, M. Meo, and F. Neri, "MAC protocols and fairness control in WDM multirings with tunable transmitters and fixed receivers", *IEEE/OSA Journal of Lightwave Technology*, vol. 14, no. 6, pp. 1230-1244, June 1996.
- [20] M. Marsan, A. Bianco, E. Leonardi, A. Morabito, and F. Neri, "All-optical WDM multirings with differentiated QoS", *IEEE Communications Magazine*, vol. 37, no. 2, pp. 58-66, Feb. 1999.
- [21] C. Jelger, "Characterisation of a WDM Multi Ring Network", Sep. 2001
- [22] Δίκτυα Επικοινωνιών, Jean Walrand
- [23] Επικοινωνίες Υπολογιστών και Δεδομένων, William Stallings
- [24] FDDI Tutorial
- [25] J. Cai, A. Fumagalli, and I. Chlamtac, "The multitoken interarrival time (MTIT) access protocol for supporting variable size packets over WDM ring network", *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, vol. 18, no.10, pp. 2094-2104, Oct. 2000.
- [26] M. Marsan, A. Bianco, E. Leonardi, A. Morabito, and F. Neri, "All-optical WDM multirings with differentiated QoS", *IEEE Communications Magazine*, vol. 37, no. 2, pp. 58-66, Feb. 1999.
- [27] <http://www.fiberoptics.gr/egkgr.htm>
- [28] D. Stoll, P. Leisching, H. Bock, and A. Richter, "Metropolitan DWDM: A dynamically configurable ring for the KomNet field trial in Berlin", *IEEE Communications Magazine*, vol. 39, no. 2, pp. 106-113, Feb. 2001.
- [29] R. Jain, "The art of computer systems performance analysis", Wiley, 1991.
- [30] Π.Γ. Κωττής "Διαμόρφωση και Μετάδοση Σημάτων", Εκδόσεις Τζιόλα

