



ΕΘΝΙΚΟ ΜΕΤΣΟΒΙΟ ΠΟΛΥΤΕΧΝΕΙΟ
ΣΧΟΛΗ ΗΛΕΚΤΡΟΛΟΓΩΝ ΜΗΧΑΝΙΚΩΝ ΚΑΙ
ΜΗΧΑΝΙΚΩΝ ΥΠΟΛΟΓΙΣΤΩΝ
ΤΟΜΕΑΣ ΣΥΣΤΗΜΑΤΩΝ ΜΕΤΑΔΟΣΗΣ ΠΛΗΡΟΦΟΡΙΑΣ
ΚΑΙ ΤΕΧΝΟΛΟΓΙΑΣ ΥΛΙΚΩΝ

**Ασφαλής δρομολόγηση σε ασύρματα δίκτυα
με χρήση πολλαπλών διαδρομών**

ΔΙΠΛΩΜΑΤΙΚΗ ΕΡΓΑΣΙΑ

Ιωάννης Β. Λουμιώτης

Επιβλέπων: Παναγιώτης Κωττής
Καθηγητής Ε.Μ.Π.

Αθήνα, Ιούλιος 2009



ΕΘΝΙΚΟ ΜΕΤΣΟΒΙΟ ΠΟΛΥΤΕΧΝΕΙΟ
ΣΧΟΛΗ ΗΛΕΚΤΡΟΛΟΓΩΝ ΜΗΧΑΝΙΚΩΝ ΚΑΙ
ΜΗΧΑΝΙΚΩΝ ΥΠΟΛΟΓΙΣΤΩΝ
ΤΟΜΕΑΣ ΣΥΣΤΗΜΑΤΩΝ ΜΕΤΑΔΟΣΗΣ ΠΛΗΡΟΦΟΡΙΑΣ
ΚΑΙ ΤΕΧΝΟΛΟΓΙΑΣ ΥΛΙΚΩΝ

**Ασφαλής δρομολόγηση σε ασύρματα δίκτυα
με χρήση πολλαπλών διαδρομών**

ΔΙΠΛΩΜΑΤΙΚΗ ΕΡΓΑΣΙΑ

Ιωάννης Β. Λουμιώτης

Επιβλέπων: Παναγιώτης Κωττής
Καθηγητής Ε.Μ.Π.

Εγκρίθηκε από την τριμελή εξεταστική επιτροπή την 13^η Ιουλίου 2009.

.....
Παναγιώτης Κωττής
Καθηγητής Ε.Μ.Π.

.....
Χρήστος Κανάλης
Καθηγητής Ε.Μ.Π.

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

Αθήνα, Ιούλιος 2009

.....
Ιωάννης Β. Λουμιώτης
Διπλωματούχος Ηλεκτρολόγος Μηχανικός και Μηχανικός Υπολογιστών Ε.Μ.Π.

Copyright © Ιωάννης Β. Λουμιώτης, 2009
Με επιφύλαξη παντός δικαιώματος. All rights reserved.

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

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

ΠΕΡΙΛΗΨΗ

Σκοπός της παρούσας διπλωματικής εργασίας είναι η μελέτη της χρήσης πολλαπλών διαδρομών και η επίδραση που έχουν στην ασφάλεια του δικτύου. Συγκεκριμένα, υποτίθεται δίκτυο πλέγματος, όπου ένας υποκλοπέας – εχθρός εδρεύει σε έναν από τους κόμβους (δρομολογητές πλέγματος). Υπολογίζεται η πιθανότητα που έχει ο «εχθρός» να υποκλέψει το μήνυμα και προτείνεται ένα σχήμα δρομολόγησης του φορτίου προκειμένου να μειωθεί η πιθανότητα υποκλοπής.

Στο Κεφάλαιο 1 γίνεται μια γενική αναφορά σε βασικές γνώσεις που αφορούν τη δρομολόγηση και παρατίθενται τα χαρακτηριστικά των δικτύων πλέγματος. Στο Κεφάλαιο 2 αναφέρονται τα χαρακτηριστικά της πολυδιαδρομικής δρομολόγησης καθώς και βασικοί αλγόριθμοι δρομολόγησης που έχουν προταθεί. Στο Κεφάλαιο 3 αναλύονται οι δυνατές στρατηγικές εκχώρησης του φορτίου στις διαδρομές, καθώς και τα χαρακτηριστικά της κίνησης πραγματικού χρόνου. Στο Κεφάλαιο 4 γίνεται η μελέτη της επίδρασης της χρήσης των πολλαπλών διαδρομών στην πιθανότητα υποκλοπής. Τέλος, στο Κεφάλαιο 5 αξιοποιείται η Θεωρία Παιγνίων για την επινότητα στρατηγικών εκχώρησης της κίνησης.

Λέξεις κλειδιά

Δίκτυα πλέγματος, πολυδιαδρομική δρομολόγηση, ασφάλεια, πιθανότητα υποκλοπής, Θεωρία Παιγνίων

ABSTRACT

The scope of this thesis is to examine how security is affected by multipath routing. The topology is a mesh network and the scenario is that a not moving enemy, located on a mesh router, attempts to intercept the message sent by the source. The probability of interception is calculated, and a scheme of load balancing is proposed aiming at minimizing the probability.

The first three chapters deal with routing in wireless mesh networks and with multipath routing. Also, the mathematical tools commonly used in problems of traffic allocation are briefly discussed.

In the next two chapters, the probability of interception using multipath routing is derived and a scheme for load balancing is proposed. An introductory analysis of load balancing using Game Theory is also given.

Keywords

Wireless Mesh Networks, Multipath routing, security, probability of interception, Game Theory

Θα ήθελα να εκφράσω τις ευχαριστίες μου στον επιβλέποντα καθηγητή κύριο Π. Κωττή για την συμβολή του και την άριστη συνεργασία μας. Επιπλέον, θα ήθελα να ευχαριστήσω τους Διδάκτορες ΕΜΠ κ. Μάρκο Αναστασόπουλο και κ. Διονυσία Πετράκη για την πολύτιμη βοήθειά τους, τις καίριες υποδείξεις τους καθώς και για τον χρόνο που μου διέθεσαν.

*Αφιερώνεται στη μνήμη του παππού μου,
Γεωργίου Ράλλη.*

ΠΙΝΑΚΑΣ ΠΕΡΙΕΧΟΜΕΝΩΝ

| | |
|--|----|
| 1. Δρομολόγηση | 15 |
| 1.1 Εισαγωγή | 15 |
| 1.2 Δρομολόγηση | 15 |
| 1.2.1 Αλγόριθμοι διανύσματος απόστασης..... | 16 |
| 1.2.2 Αλγόριθμοι κατάστασης ζεύξης..... | 17 |
| 1.2.3 Τεχνικές παράδοσης πακέτων..... | 17 |
| 1.2.4 Πρωτόκολλα δρομολόγησης..... | 18 |
| 1.2.5 Επιλογή διαδρομής..... | 19 |
| 1.3 Ασύρματα δίκτυα πλέγματος | 19 |
| 1.3.1 Αρχιτεκτονική ασύρματων δικτύων πλέγματος..... | 20 |
| 1.3.2 Χαρακτηριστικά ασύρματων δικτύων πλέγματος..... | 22 |
| 1.3.3 Εφαρμογές των ασύρματων δικτύων πλέγματος..... | 25 |
| 1.3.4 Παράγοντες που επηρεάζουν την επίδοση του δικτύου πλέγματος..... | 26 |
| 1.3.5 Δρομολόγηση σε ασύρματα δίκτυα πλέγματος..... | 28 |
| 1.4 Χρήση μιας ή πολλαπλών διαδρομών? | 31 |
| 1.4.1 Προηγούμενες μελέτες..... | 31 |
| 1.4.2 Επικοινωνία με χρήση μιας διαδρομής..... | 33 |
| 1.4.3 Επικοινωνία με χρήση πολλαπλών διαδρομών..... | 34 |
| 1.4.4 Συμπεράσματα..... | 35 |
| | |
| 2. Πολυδιαδρομική δρομολόγηση | 37 |
| 2.1 Εισαγωγή | 37 |
| 2.2 Πλεονεκτήματα της πολυδιαδρομικής δρομολόγησης | 38 |
| 2.3 Στοιχεία της πολυδιαδρομικής δρομολόγησης | 40 |
| 2.3.1 Εύρεση των διαδρομών..... | 40 |
| 2.3.2 Κατανομή της κίνησης..... | 43 |
| 2.3.3 Διατήρηση διαδρομών..... | 44 |
| 2.4 Συσχέτιση των διαδρομών – παράγοντας συσχέτισης | 45 |
| 2.4.1 Καθυστέρηση σε συσχετισμένες διαδρομές..... | 45 |
| 2.4.2 Αξιοπιστία σε συσχετισμένες διαδρομές..... | 46 |
| 2.5 Χρήση υβριδικού δικτύου για βελτίωση της αξιοπιστίας | 48 |
| 2.6 Άλλα θέματα και αλγόριθμοι πολυδιαδρομικής δρομολόγησης | 49 |

| | | |
|------------|---|-----------|
| 2.6.1 | Διάσωση πακέτων για ανοχή στις δυσλειτουργίες..... | 49 |
| 2.6.2 | Ασφάλεια με χρήση πολυδιαδρομικής δρομολόγησης..... | 51 |
| 2.6.3 | Πολυδιαδρομική δρομολόγηση σε WMN..... | 52 |
| 2.6.3.1 | Πολλαπλές ραδιοεπικοινωνίες και πολλαπλά κανάλια..... | 52 |
| 2.6.3.2 | Γεωγραφική δρομολόγηση..... | 53 |
| 2.6.4 | Πρωτόκολλα δρομολόγησης..... | 53 |
| 2.6.4.1 | Πρωτόκολλα βασισμένα στο DSR..... | 55 |
| 2.6.4.2 | Πρωτόκολλα βασισμένα στο AODV..... | 57 |
| 2.6.4.3 | Άλλα πρωτόκολλα πολυδιαδρομικής δρομολόγησης..... | 59 |
| 3. | Μοντέλα πολυδιαδρομικής δρομολόγησης..... | 63 |
| 3.1 | Εισαγωγή..... | 63 |
| 3.2 | Γραμμικός προγραμματισμός..... | 63 |
| 3.3 | Εξελικτική θεωρία παιγνίων..... | 64 |
| 3.3.1 | Μοντέλο εφαρμογής..... | 65 |
| 3.3.1.1 | Εγωιστική δρομολόγηση..... | 65 |
| 3.3.1.2 | Δυναμική αναδρομολόγηση..... | 66 |
| 3.3.2 | Ισοζύγιο και σύγκλιση..... | 68 |
| 3.3.3 | Παλαιωμένες πληροφορίες..... | 71 |
| 3.4 | Κωδικοποίηση δικτύου..... | 72 |
| 3.4.1 | Γενική ιδέα..... | 73 |
| 3.4.1.1 | Κωδικοποίηση – αποκωδικοποίηση..... | 73 |
| 3.4.1.2 | Η απαίτηση του ρυθμού ελέγχου..... | 74 |
| 3.4.2 | Το μοντέλο OMNC..... | 75 |
| 3.4.3 | Κατανεμημένος αλγόριθμος ρυθμού ελέγχου..... | 78 |
| 3.4.4 | Πρακτικά θέματα..... | 82 |
| 3.5 | Μοντέλο πολυδιαδρομικής δρομολόγησης..... | 84 |
| 3.5.1 | Μοντέλο εξισορρόπησης φορτίου για ανεξάρτητες πολλαπλές διαδρομές..... | 86 |
| 3.5.2 | Μοντέλο καθυστέρησης για πολυδιαδρομική δρομολόγηση πολλαπλών βημάτων..... | 88 |
| 3.5.3 | Μοντέλο αξιοπιστίας για πολυδιαδρομική δρομολόγηση πολλαπλών βημάτων..... | 90 |
| 3.6 | Κίνηση πραγματικού χρόνου..... | 92 |

| | |
|--|-----|
| 4. Ασφάλεια σε δίκτυα | 95 |
| 4.1 Εισαγωγή..... | 95 |
| 4.2 Προς τα εμπρός διόρθωση λαθών (Forward Error Correction) | 95 |
| 4.3 Εισαγωγή στο πρόβλημα..... | 98 |
| 4.3.1 Χρήση FEC για την ασφάλεια κατά τη μετάδοση πακέτων..... | 98 |
| 4.3.2 Περιγραφή προβλήματος..... | 99 |
| 4.4 Πιθανότητα υποκλοπής μιας διαδρομής..... | 100 |
| 4.5 Ασφαλής μετάδοση πακέτων με χρήση πολλαπλών διαδρομών..... | 101 |
| 4.6 Πιθανότητα υποκλοπής με χρήση πολλαπλών διαδρομών | 103 |
| 4.7 Εκχώρηση πακέτων..... | 106 |
| 4.7.1 Αριθμός δυνατών τρόπων εκχώρησης..... | 106 |
| 4.7.2 Δυνατοί συνδυασμοί εκχώρησης..... | 107 |
| 4.8 Διατύπωση του προβλήματος..... | 111 |
| 4.8.1 Αρχικό μοντέλο | 111 |
| 4.8.2 Εύρεση προσεγγιστικής συνάρτησης..... | 113 |
| 4.8.3 Χρήση βελτιωμένης συνάρτησης..... | 118 |
| 4.8.4 Επιλογή τυπικής απόκλισης – δυναμική δρομολόγηση..... | 122 |
| | |
| 5. Χρήση θεωρίας παιγνίων για εκχώρηση πακέτων | 125 |
| 5.1 Παιχνίδια μηδενικού αθροίσματος..... | 125 |
| 5.2 Εφαρμογή παιγνίου με χρήση καθαρών στρατηγικών..... | 126 |
| | |
| ΠΑΡΑΡΤΗΜΑ Α | 131 |
| ΠΑΡΑΡΤΗΜΑ Β | 135 |
| ΠΑΡΑΡΤΗΜΑ Γ | 137 |
| ΠΑΡΑΡΤΗΜΑ Δ | 141 |
| | |
| Βιβλιογραφία | 143 |

Κεφάλαιο 1

Δρομολόγηση

1.1 Εισαγωγή

Σκοπός του κεφαλαίου αυτού είναι η εισαγωγή του αναγνώστη σε βασικές έννοιες που είναι απαραίτητες για τη μετέπειτα κατανόηση της διπλωματικής εργασίας. Αρχικά, γίνεται μια γενική αναφορά στην έννοια της δρομολόγησης και στους δύο βασικούς αλγορίθμους δρομολόγησης. Έπειτα, αναφέρονται τα χαρακτηριστικά των ασύρματων δικτύων πλέγματος που θα απασχολήσουν την όλη εργασία, και το κεφάλαιο κλείνει με μια σύγκριση των χαρακτηριστικών της δρομολόγησης με χρήση μιας μόνο διαδρομής (unipath) με τα χαρακτηριστικά της χρήσης πολλαπλών διαδρομών (multipath).

1.2 Δρομολόγηση (Routing)

Η διαδικασία με την οποία επιλέγεται η διαδρομή μέσα σε ένα δίκτυο μέσω της οποίας θα σταλούν δεδομένα ονομάζεται *δρομολόγηση* (Routing). Στα δίκτυα μεταγωγής πακέτου, η δρομολόγηση κατευθύνει την προώθηση των λογικά διευθυνσιοδοτημένων πακέτων από την πηγή προς τον τελικό προορισμό μέσω ενδιάμεσων κόμβων που αποκαλούνται *δρομολογητές*. Αυτό επιτυγχάνεται με τη χρήση πινάκων δρομολόγησης που βρίσκονται στους δρομολογητές. Οι πίνακες αυτοί διατηρούν μια εγγραφή για την καλύτερη διαδρομή προς διάφορες κατευθύνσεις στο δίκτυο. Κατά συνέπεια, η δημιουργία των πινάκων δρομολόγησης είναι πολύ σημαντική προκειμένου να επιτευχθεί αποτελεσματική δρομολόγηση. Σε μικρά δίκτυα οι πίνακες δρομολόγησης μπορούν να συμπληρωθούν και με το χέρι. Σε μεγάλα, όμως, δίκτυα όπου εμπλέκονται πολύπλοκες τοπολογίες που μπορεί να αλλάζουν διαρκώς, ο σχηματισμός των πινάκων γίνεται με χρήση δυναμικής δρομολόγησης.

Η δυναμική δρομολόγηση σχηματίζει τους πίνακες δρομολόγησης αυτόματα, χρησιμοποιώντας τις πληροφορίες που μεταφέρονται από τα πρωτόκολλα

δρομολόγησης αφήνοντας το δίκτυο να ενεργεί σχεδόν αυτόνομα με στόχο να αποφεύγει βλάβες και αποκλεισμούς.

Η δυναμική δρομολόγηση κυριαρχεί στο Internet. Εντούτοις, η ρύθμιση των πρωτοκόλλων δρομολόγησης απαιτεί ικανότητες. Πάντως, η τεχνολογία των δικτύων δεν έχει εξελιχθεί ακόμη μέχρι το σημείο της πλήρους αυτοματοποίησης της δρομολόγησης.

Τα πρωτόκολλα δρομολόγησης χρησιμοποιούν μία από τις δύο ευρείες κλάσεις αλγορίθμων δρομολόγησης, τους αλγόριθμους διανύσματος απόστασης και τους αλγόριθμους κατάστασης ζεύξης. Οι αλγόριθμοι δρομολόγησης έχουν την ίδια βασική αρχή. Κάθε ζεύξη μεταξύ δύο γειτονικών κόμβων στο δίκτυο χαρακτηρίζεται από ένα κόστος. Η πηγή αποστέλλει πληροφορίες προς τον προορισμό μέσω της διαδρομής που έχει το μικρότερο συνολικό κόστος που είναι το αποτέλεσμα που προκύπτει από την άθροιση των επιμέρους κοστών μεταξύ των κόμβων που χρησιμοποιήθηκαν.

1.2.1 Αλγόριθμοι διανύσματος απόστασης

Οι αλγόριθμοι δρομολόγησης με διανύσματα απόστασης DVR (Distance Vector Routing) λειτουργούν υποχρεώνοντας κάθε δρομολογητή να διατηρεί ένα πίνακα (διάνυσμα) που περιλαμβάνει τη μικρότερη γνωστή απόσταση προς κάθε προορισμό, καθώς και τη διαδρομή που πρέπει να ακολουθηθεί για να επιτευχθεί αυτό. Οι πίνακες αυτοί ενημερώνονται μέσω ανταλλαγής πληροφοριών με τους γειτονικούς δρομολογητές.

Οι αλγόριθμοι DVR χρησιμοποιούν τον αλγόριθμο Bellman-Ford. Ένας αλγόριθμος DVR λειτουργεί με πολύ απλό τρόπο. Κάθε κόμβος γνωρίζει μόνο τους άμεσους γείτονές του και το κόστος που εμπλέκεται ώστε η πληροφορία να φθάσει σε αυτούς. Αυτές οι πληροφορίες, δηλαδή ο κατάλογος που περιλαμβάνει τους προορισμούς, το εμπλεκόμενο κόστος για να φθάσει η πληροφορία προς αυτούς, και το επόμενο βήμα (hop), δηλαδή ο επόμενος κόμβος όπου πρέπει να αποσταλούν τα δεδομένα σχηματίζουν τον πίνακα δρομολόγησης ή πίνακα αποστάσεων. Σε τακτά χρονικά διαστήματα, κάθε κόμβος αποστέλλει σε κάθε γείτονά του, τη δική του τρέχουσα αντίληψη για το κόστος της διαδρομής προς τους γνωστούς σε αυτόν προορισμούς.

Οι γειτονικοί κόμβοι εξετάζουν αυτές τις πληροφορίες, τις συγκρίνουν με αυτές που ήδη υπάρχουν στους πίνακές τους και, εφόσον υπάρχει βελτίωση σε ήδη υπάρχουσα καταχώρηση, την αλλάζουν. Με την πάροδο του χρόνου, όλοι οι κόμβοι του δικτύου ανακαλύπτουν το καλύτερο επόμενο βήμα (hop) για όλους τους προορισμούς και το βέλτιστο συνολικό κόστος. Ο αλγόριθμος συγκλίνει όταν σε μια επανάληψη του αλγορίθμου δεν υπάρξουν αλλαγές στις καταχωρήσεις.

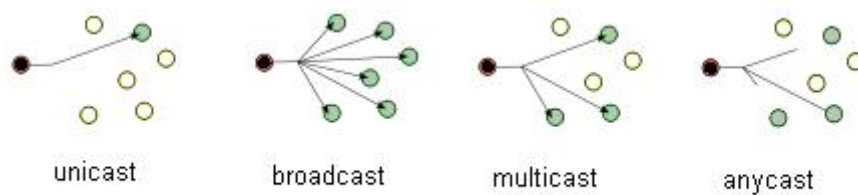
1.2.2 Αλγόριθμοι κατάστασης ζεύξης

Κατά την εφαρμογή των αλγορίθμων κατάστασης ζεύξης LSR (Link State Routing), κάθε κόμβος χρησιμοποιεί ως αρχικά δεδομένα ένα χάρτη του δικτύου υπό τη μορφή γράφου. Για να παραχθεί ο χάρτης αυτός, κάθε κόμβος χρησιμοποιεί την τεχνική της πλημμύρας για να στείλει πληροφορίες σχετικά με τους γειτονικούς κόμβους και το κόστος της ζεύξης με αυτούς. Στη συνέχεια, κάθε κόμβος συγκεντρώνει όλες αυτές τις πληροφορίες και σχηματίζει ένα χάρτη, με βάση τον οποίο κάθε δρομολογητής αποφασίζει ανεξάρτητα την καλύτερη διαδρομή από αυτόν προς κάθε άλλο κόμβο, χρησιμοποιώντας έναν αλγόριθμο ελάχιστης διαδρομής, όπως είναι ο αλγόριθμος του Dijkstra. Το αποτέλεσμα της εφαρμογής του αλγορίθμου είναι ένα δένδρο, με ρίζα τον τρέχοντα κόμβο, τέτοιο ώστε η διαδρομή επί του δένδρου από τη ρίζα προς ένα κόμβο να είναι η βέλτιστη (ως προς το κόστος). Με βάση το δένδρο αυτό, σχηματίζεται ο πίνακας δρομολόγησης που ορίζει το βέλτιστο επόμενο κόμβο από την πηγή προς συγκεκριμένο προορισμό.

1.2.3 Τεχνικές παράδοσης πακέτων

Σε σχέση με το πλήθος των κόμβων όπου γίνεται η παράδοση των πακέτων δεδομένων, η δρομολόγηση διακρίνεται στις εξής κατηγορίες:

- Μονοεκπομπή (Unicast). Όταν η πληροφορία παραδίδεται σε ένα μόνο κόμβο προορισμού.
- Ευρυεκπομπή (Broadcast). Όταν η πληροφορία παραδίδεται σε όλους τους κόμβους στο δίκτυο.
- Πολυεκπομπή (Multicast). Όταν η πληροφορία παραδίδεται στους κόμβους μιας ομάδας του δικτύου που έχουν εκφράσει σχετικό ενδιαφέρον.
- Τυχαία μονοεκπομπή (Anycast). Όταν η πληροφορία παραδίδεται σε μόνο ένα κόμβο μια ομάδας του δικτύου που έχει εκφράσει σχετικό ενδιαφέρον.



Σχήμα 1.1

1.2.4 Πρωτόκολλα δρομολόγησης

Τα πρωτόκολλα δρομολόγησης μπορούν να κατηγοριοποιηθούν με βάση τέσσερα κριτήρια: τη φιλοσοφία της δρομολόγησης, την οργάνωση του δικτύου, τη γνώση της τοπολογίας και τη διαχείριση της κινητικότητας.

- *Φιλοσοφία της δρομολόγησης.*

Διακρίνονται τρεις κύριες κατηγορίες:

- Προληπτική δρομολόγηση (proactive routing)
- Αντιδραστική δρομολόγηση (reactive routing)
- Υβριδική δρομολόγηση (hybrid routing)

Κατά την προληπτική δρομολόγηση, οι διαδρομές που μπορεί να ακολουθήσει το μήνυμα έχουν δημιουργηθεί εκ των προτέρων, ανεξάρτητα από την επιθυμία ενός κόμβου να στείλει ή όχι. Αντίθετα, κατά την αντιδραστική ή κατά παραγγελία δρομολόγηση (on demand), η διαδικασία της δρομολόγησης ξεκινάει μόνο όταν κάποιος κόμβος θέλει να στείλει δεδομένα. Τέλος, κατά την υβριδική δρομολόγηση χρησιμοποιούνται και οι δύο προηγούμενες φιλοσοφίες. Έτσι, κάποιοι κόμβοι χρησιμοποιούν την προληπτική δρομολόγηση ενώ κάποιοι άλλοι την αντιδραστική.

- *Οργάνωση του δικτύου.*

Η οργάνωση μπορεί να είναι είτε επίπεδη (flat), όπου όλοι οι κόμβοι έχουν ισάξιο ρόλο στη δρομολόγηση, είτε ιεραρχική (hierarchical), όπου κάποιοι κόμβοι έχουν ιδιαίτερες λειτουργίες. Στην ιεραρχική δομή, διακρίνεται η οργάνωση των κόμβων σε ομάδες (clusters), και κάθε ομάδα (cluster) έχει ένα ή περισσότερους επικεφαλής (cluster heads). Επιπλέον, υπάρχουν και κόμβοι που επικοινωνούν με περισσότερες από μία ομάδες και παίζουν το ρόλο της πύλης (gateway) ανάμεσα στις ομάδες αυτές. Παρά την πολυπλοκότητά της, η ιεραρχική δομή προτιμάται σε δίκτυα με μεγάλη πυκνότητα κόμβων, που

μπορούν να υποστηρίξουν κάποια κεντρική αρχή (κόμβο) που λειτουργεί ως επικεφαλής.

- *Γνώση της τοπολογίας.*

Τα πρωτόκολλα ασύρματης δρομολόγησης μπορούν να χρησιμοποιούν ή όχι ενσωματωμένα συστήματα στους κόμβους του δικτύου ώστε να αποκτούν πληροφορίες θέσης.

- *Διαχείριση της κινητικότητας.*

Καθώς οι κόμβοι κινούνται αλλάζει και η θέση σύνδεσής τους με το δίκτυο. Έτσι, κάθε κόμβος πρέπει να συνδέεται με το σημείο επαφής (access point) που διαθέτει τη μεγαλύτερη δυνατή ισχύ σήματος.

1.2.5 Επιλογή διαδρομής

Η δρομολόγηση, ανάλογα με το πόσες διαδρομές χρησιμοποιεί για να προωθήσει τα πακέτα, διακρίνεται σε:

- Δρομολόγηση απλής διαδρομής (unipath). Όταν τα πακέτα προωθούνται από την πηγή προς τον προορισμό μέσω μιας εγκατεστημένης διαδρομής. Η διαδρομή αυτή είναι η βέλτιστη ως προς το αντικειμενικό κριτήριο που έχει τεθεί (πχ. βραχύτερη διαδρομή).
- Δρομολόγηση πολλαπλών διαδρομών (multipath). Όταν χρησιμοποιούνται περισσότερες από μια διαδρομές για την παράδοση των πακέτων από την πηγή στον προορισμό. Σε αυτή την περίπτωση χρησιμοποιείται η βέλτιστη διαδρομή καθώς και άλλες, κατά σειρά κατάταξης, ως προς το στόχο που έχει τεθεί (πχ. ελαχιστοποίηση της κίνησης)

Στο τέλος του κεφαλαίου συγκρίνονται οι δύο αυτές μέθοδοι και γίνεται μια εκτενέστερη ανάλυση για το πού και πότε χρησιμοποιείται η κάθε μία.

1.3 Ασύρματα δίκτυα πλέγματος (Wireless Mesh Networks)

Το πρόβλημα που υπάρχει σήμερα είναι πώς να εξασφαλιστεί υψηλή ταχύτητα σύνδεσης στον τελικό χρήστη (last mile). Οι λύσεις που προτάθηκαν για το πρόβλημα αυτό, όπως το “Fiber to the home” ή η ασύρματη πρόσβαση, απαιτούν μεγάλες ποσότητες οπτικών ινών και καλωδίων. Συνεπώς, το μεγάλο κόστος της επένδυσης και η δυσκολία της περαιτέρω επέκτασης σε ορισμένα περιβάλλοντα, απέτρεψε την υλοποίηση τέτοιων δικτύων. Μια εναλλακτική λύση αποτελούν τα Ασύρματα Δίκτυα

Πλέγματος (WMN). Τα δίκτυα WMN αποτελούν μια καινοτόμα τεχνολογία ασύρματης πρόσβασης στο δίκτυο που απαιτούν μικρότερο κόστος σε σχέση με τις οπτικές ίνες και μπορούν να εξαπλωθούν ταχύτατα. Τα δίκτυα WMN συνδυάζουν ιδέες από διάφορες ήδη υπάρχουσες αλλά και εξελισσόμενες ασύρματες τεχνολογίες, όπως τα κυψελωτά δίκτυα, τα ad hoc δίκτυα καθώς και τα δίκτυα αισθητήρων (Sensor Networks).

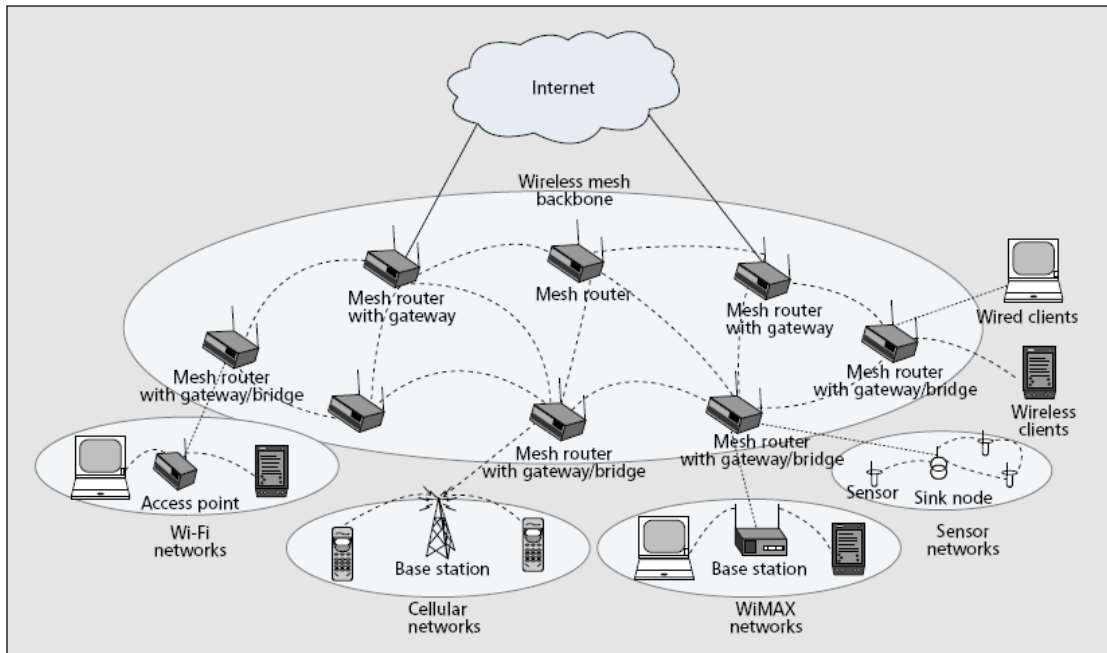
1.3.1 Αρχιτεκτονική ασύρματων δικτύων πλέγματος

Τα δίκτυα WMN απαρτίζονται από τους δρομολογητές πλέγματος (mesh routers) και τους χρήστες πλέγματος (mesh clients). Οι δρομολογητές πλέγματος χαρακτηρίζονται από περιορισμένη κινητικότητα, δεν υπόκεινται σε ενεργειακούς περιορισμούς και σχηματίζουν το ασύρματο δίκτυο κορμού (backbone) των δικτύων WMNs. Αντίθετα, οι χρήστες πλέγματος μπορούν να είναι είτε στάσιμοι είτε κινητοί. Οι χρήστες πλέγματος αν και δεν υποστηρίζουν λειτουργίες πύλης και γέφυρας (gateway or bridge functions), διαθέτουν τις απαραίτητες λειτουργίες για δικτύωση πλέγματος (mesh networking). Κατ' αυτόν τον τρόπο, μπορεί να δημιουργηθεί ένα δίκτυο πλέγματος χρηστών (client mesh network) που συνδέεται με τους δρομολογητές πλέγματος. Εκτός από τη δικτύωση μεταξύ των δρομολογητών και των χρηστών, οι δρομολογητές μπορούν να συνδεθούν με άλλα δίκτυα, χάρη στις λειτουργίες πύλης και γέφυρας που διαθέτουν.

Ο τρόπος που συνδέονται μεταξύ τους και λειτουργούν οι κόμβοι του δικτύου επιτρέπει την ταξινόμηση της αρχιτεκτονικής των δικτύων WMN σε τρεις κατηγορίες:

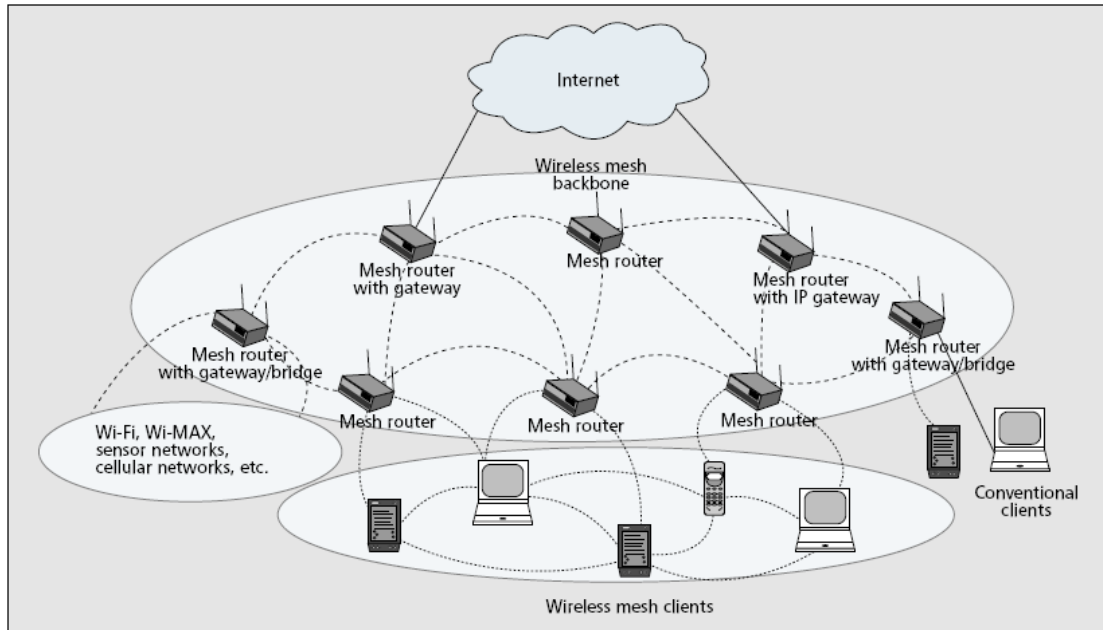
- *Ασύρματα Δίκτυα Πλέγματος Κορμού (Infrastructure/Backbone WMN).*
Στην αρχιτεκτονική αυτή, οι δρομολογητές πλέγματος δημιουργούν ένα ασύρματο δίκτυο κορμού και οι χρήστες συνδέονται σε αυτούς. Η υποδομή αυτή μπορεί να επιτευχθεί με διάφορες ραδιοτεχνολογίες, εκτός από τις γνωστές IEEE 802.11. Χαρακτηριστικό της είναι ότι μπορεί να οργανωθεί και να βελτιστοποιηθεί αυτόματα καθώς και ότι μπορεί να ανεχθεί δυσλειτουργίες (self-organizing, self-optimizing and fault tolerant). Τα δίκτυα WMN μπορούν να ενσωματωθούν στα ήδη υπάρχοντα ασύρματα δίκτυα μέσα από λειτουργίες πύλης και γέφυρας, ενώ η σύνδεση στο διαδίκτυο (Internet) επιτυγχάνεται με

τη χρήση πύλης. Οι δρομολογητές πλέγματος διαθέτουν συνήθως δύο είδη ραδιοεπικοινωνίας, ένα για τη μεταξύ τους επικοινωνία στον κορμό και ένα για την επικοινωνία τους με τους χρήστες. Για τους συμβατικούς χρήστες (conventional clients) που διαθέτουν την ίδια ραδιοτεχνολογία με τους δρομολογητές πλέγματος, η επικοινωνία μεταξύ τους γίνεται απευθείας. Αντίθετα, όταν χρησιμοποιούν διαφορετικές ραδιοτεχνολογίες, η επικοινωνία επιτυγχάνεται μέσω των σταθμών βάσης (base station).



Σχήμα 1.2: Ασύρματο δίκτυο πλέγματος κορμού (Infrastructure/Backbone WMN)

- *Ασύρματα Δίκτυα Πλέγματος Πελατών (client WMN).*
 Η αρχιτεκτονική αυτή δημιουργεί προσωρινά ομότιμα (peer-to-peer) δίκτυα ανάμεσα στα τερματικά των χρηστών. Χαρακτηριστικό είναι ότι οι ρυθμιστικές λειτουργίες του δικτύου έχουν ανατεθεί στους χρήστες που είναι υπεύθυνοι να παρέχουν εφαρμογές τελικού χρήστη. Η επικοινωνία σε αυτά τα δίκτυα επιτυγχάνεται μέσω ενός είδους ραδιοεπικοινωνίας.
- *Υβριδικά Ασύρματα Δίκτυα Πλέγματος (Hybrid WMNs).*
 Στην αρχιτεκτονική αυτή συνδυάζονται τα δύο προηγούμενα είδη δικτύων. Οι χρήστες πλέγματος μπορούν να έχουν πρόσβαση στο δίκτυο είτε μέσω των δρομολογητών πλέγματος είτε μέσω των άλλων χρηστών πλέγματος.



Σχήμα 1.3: Υβριδικό ασύρματο δίκτυο πλέγματος (Hybrid WMN)

1.3.2 Χαρακτηριστικά ασύρματων δικτύων πλέγματος

Θεωρώντας την υβριδική αρχιτεκτονική των WMN, προκύπτουν τα εξής χαρακτηριστικά:

- Τα WMN χρησιμοποιούν επικοινωνία πολλαπλών βημάτων (*multi-hop*).
Τα WMN δημιουργήθηκαν με σκοπό την ευρύτερη γεωγραφική κάλυψη σε σχέση με τα υπάρχοντα δίκτυα χωρίς να θυσιάσει η χωρητικότητα του καναλιού. Ένας ακόμη σκοπός τους είναι η παροχή επικοινωνίας όταν δεν υπάρχει οπτική επαφή μεταξύ των χρηστών (Non-Line-of-Sight – NLoS). Για την επίτευξη αυτών των σκοπών είναι αναγκαία η (*multi-hop*) επικοινωνία πολλαπλών βημάτων, η οποία επιτυγχάνει υψηλότερο ρυθμό διέλευσης (*throughput*), λιγότερες παρεμβολές (*interference*) και αποδοτικότερη αναχρησιμοποίηση συχνότητας μέσω της μικρότερης απόστασης των επιμέρους ζεύξεων.
- Τα WMN σχηματίζονται, οργανώνονται και διορθώνονται αυτόματα.
Τα WMN βελτιώνουν την επίδοση του δικτύου, χρησιμοποιώντας ευέλικτη αρχιτεκτονική και μηχανισμούς ρύθμισης, επέκτασης και ανοχής σε δυσλειτουργίες. Λόγω των χαρακτηριστικών αυτών, απαιτούν χαμηλές επενδύσεις και μπορούν να εξαπλωθούν περαιτέρω όταν χρειαστεί.
- Η κινητικότητα εξαρτάται από το είδος του κόμβου. Οι δρομολογητές πλέγματος έχουν συνήθως περιορισμένη κινητικότητα. Συνεπώς, ενοείται η

χρήση κατευθυντικών κεραιών για να αυξηθεί ο ρυθμός διέλευσης. Αντίθετα, οι χρήστες πλέγματος (mesh clients) μπορούν είτε να είναι ακίνητοι είτε να κινούνται.

- *Πολλαπλά είδη πρόσβασης στο δίκτυο.*

Στα WMN υποστηρίζονται τόσο η πρόσβαση στο διαδίκτυο (Internet) μέσω του δικτύου κορμού όσο και οι ομότιμες επικοινωνίες. Ακόμη, υποστηρίζεται η σύνδεση των WMN με άλλα ασύρματα δίκτυα.

- *Κάθε κόμβος έχει ξεχωριστούς περιορισμούς στην κατανάλωση ενέργειας.*

Συνήθως, σε αντίθεση με τους χρήστες πλέγματος, οι δρομολογητές πλέγματος δεν έχουν αυστηρούς περιορισμούς ως προς την κατανάλωση ενέργειας. Συνεπώς, τα πρωτόκολλα δρομολόγησης για τους δρομολογητές πλέγματος δεν είναι κατάλληλα και για τους χρήστες πλέγματος, αφού κύρια μέριμνα των τελευταίων πρέπει να είναι η ενεργειακή απόδοση.

- *Συμβατότητα και διαλειτουργικότητα με τα υπάρχοντα ασύρματα δίκτυα.*

Ενδεικτικά, τα δίκτυα WMN που βασίζονται στις τεχνολογίες IEEE 802.11, πρέπει να είναι συμβατά με τα πρότυπα IEEE 802.11. Συνεπώς, πρέπει να υποστηρίζουν και τους χρήστες πλέγματος και τους κοινούς χρήστες Wi-Fi.

Τα WMN έχουν πολλά κοινά χαρακτηριστικά με τα ασύρματα ad hoc δίκτυα (MANET). Εντούτοις, οι επιθυμητές πρόσθετες δυνατότητες των WMN απαιτούν αποτελεσματικότερους αλγόριθμους δρομολόγησης και διαφορετικές σχεδιαστικές αρχές για την υλοποίησή τους. Συνεπώς, τα MANET μπορούν να θεωρηθούν ως υποσύνολο των WMN.

Στη συνέχεια, παρουσιάζονται οι κύριες διαφορές των WMN και των MANET.

- *Ασύρματο δίκτυο κορμού.*

Το ασύρματο δίκτυο κορμού των WMN αποτελείται από τους δρομολογητές πλέγματος και παρέχει μεγάλη κάλυψη και ανθεκτικότητα. Αντίθετα, η συνδεσιμότητα στα MANET εξαρτάται από την συνεισφορά του τελικού χρήστη, που ενδεχομένως δεν είναι αξιόπιστη.

- *Ενοποίηση.*

Τα WMN υποστηρίζουν και τους κοινούς χρήστες αρκεί να χρησιμοποιούν την ίδια ραδιοτεχνολογία με τους δρομολογητές πλέγματος. Επιπλέον, χάρη

στις λειτουργίες πύλης και γέφυρας των δρομολογητών πλέγματος καθίσταται δυνατή η ενοποίησή τους με άλλα δίκτυα.

- *Δρομολόγηση.*

Στα MANET οι συσκευές τελικού χρήστη εκτελούν τις λειτουργίες δρομολόγησης και ρύθμισης των παραμέτρων. Στα WMN τις λειτουργίες αυτές έχουν αναλάβει οι δρομολογητές πλέγματος με συνέπεια το φορτίο και η ενεργειακή κατανάλωση των τερματικών τελικού χρήστη είναι αρκετά μικρότερα.

- *Πολλαπλές ραδιοεπικοινωνίες.*

Όπως αναφέρθηκε προηγουμένως, οι δρομολογητές πλέγματος διαθέτουν πολλαπλές ραδιοεπικοινωνίες (radios). Αυτό επιτρέπει το διαχωρισμό των δύο κύριων ειδών κίνησης στα ασύρματα δίκτυα. Συνεπώς, η δρομολόγηση και η ρύθμιση των παραμέτρων γίνεται χρησιμοποιώντας διαφορετικό είδος ραδιοεπικοινωνίας από αυτό που χρησιμοποιείται από τους τελικούς χρήστες για την πρόσβαση στο δίκτυο, με αποτέλεσμα την αύξηση της χωρητικότητας του δικτύου. Σε αντίθεση με τα WMN, τα MANET χρησιμοποιούν το ίδιο κανάλι για τις λειτουργίες αυτές, με αποτέλεσμα τη μείωση της επίδοσης του δικτύου.

- *Κινητικότητα.*

Στα MANET η τοπολογία και η συνδεσιμότητα στο δίκτυο εξαρτάται από την κινητικότητα των χρηστών. Στα WMN, οι δρομολογητές πλέγματος είναι στάσιμοι και κινούνται μόνο οι χρήστες, οι οποίοι συνδέονται στο στάσιμο δίκτυο κορμού που σχηματίζεται.

Οι ανωτέρω διαφορές συνοψίζονται στον ακόλουθο πίνακα.

| ΧΑΡΑΚΤΗΡΙΣΤΙΚΑ | WMN | MANET |
|------------------------------------|--|---|
| Συνδεσιμότητα | Παρέχουν συνδεσιμότητα και μεγάλη κάλυψη. | Εξαρτάται από τη συνεισφορά του τελικού χρήστη. |
| Ενοποίηση | Υποστηρίζονται οι κοινοί χρήστες. Εφικτή η ενοποίηση με άλλα δίκτυα. | Δεν υποστηρίζεται. |
| Ρύθμιση παραμέτρων και δρομολόγηση | Υλοποιούνται από τους δρομολογητές πλέγματος. | Υλοποιούνται από τις συσκευές τελικού χρήστη. |
| Ραδιοεπικοινωνία | Χρησιμοποιούνται διαφορετικά είδη ραδιοεπικοινωνίας για τα μηνύματα ελέγχου και δεδομένων. | Χρησιμοποιείται το ίδιο κανάλι για μηνύματα ελέγχου και δεδομένων |
| Κινητικότητα | Το δίκτυο κορμού όπου συνδέονται οι χρήστες είναι σταθερό λόγω της περιορισμένης κινητικότητας των δρομολογητών πλέγματος. | Η τοπολογία και η συνδεσιμότητα εξαρτάται από την κίνηση των κόμβων |

Πίνακας 1.1: Διαφορές των WMN και των MANET ως προς τα χαρακτηριστικά τους.

1.3.3 Εφαρμογές των ασύρματων δικτύων πλέγματος

Τα WMN αναπτύσσονται με σκοπό να εξυπηρετήσουν εφαρμογές που δεν εξυπηρετούν άλλοι τύποι ασύρματων δικτύων. Συγκεκριμένα, οι εφαρμογές που αποσκοπούν να εξυπηρετήσουν τα WMN είναι:

1. Ευρυζωνική Δικτύωση στο σπίτι. Οι δρομολογητές πλέγματος χρησιμοποιούνται ως σημεία πρόσβασης. Αυτό ελαχιστοποιεί τα “νεκρά σημεία” και αποφεύγεται η συμφόρηση. Το σύστημα αυτό είναι πλέον ευέλικτο και ανθεκτικό σε δυσλειτουργίες και αποτυχίες ζεύξεων.
2. Δικτύωση σε επίπεδο γειτονιάς. Μπορεί να μετριάσει όλα τα μειονεκτήματα που δημιουργεί η υπάρχουσα τεχνολογία (cable/DSL σύνδεση) με προγονικό κόμβο του τερματικού ένα ασύρματο διαμορφωτή – αποδιαμορφωτή (last-hop ένα wireless modem).
3. Δικτύωση μέσα σε εταιρεία. Μπορεί να συνδέσει τα διάφορα, ήδη υπάρχοντα, ασύρματα δίκτυα σε μια εταιρεία. Αυτό μπορεί να γίνει και με χρήση του Ethernet αλλά το κόστος είναι απαγορευτικό.
4. Δικτύωση σε μητροπολιτική περιοχή. Η ασύρματη υποδομή, η μεγαλύτερη περιοχή κάλυψης και η δυνατότητα κλιμάκωσης (scalability) καθιστούν τα WMN την ιδανική λύση για δικτύωση σε μεγάλες περιοχές.
5. Δικτύωση στα μέσα μεταφοράς. Η επίτευξη τους επιτυγχάνεται με την σύνδεση του οχήματος στο δίκτυο κορμού και την πλεγματική δικτύωση των χρηστών μέσα στο όχημα.

6. Αυτοματισμοί κτιρίων. Ο έλεγχος των ηλεκτρικών συσκευών μέσα σε κτίρια γίνεται είτε με ενσύρματα δίκτυα είτε με Wi-Fi. Η δυσκολία της επέκτασης τέτοιων δικτύων εξαιτίας του ενσύρματου κορμού καθιστά τα WMN τη μοναδική λύση.
7. Νοσηλευτικό σύστημα. Η μεταφορά των αρχείων των ασθενών απαιτεί τη μετάδοση μεγάλου όγκου δεδομένων και ευρυζωνική σύνδεση. Τα WMN μπορούν να εγγυηθούν πρόσβαση όλων των ιατρικών μηχανημάτων σε όλους τους χώρους των νοσοκομείων αφού εξαλείφουν τα νεκρά σημεία.
8. Συστήματα ασφαλείας. Η ασφάλεια των κτιρίων απαιτεί τη συνεχή μετάδοση εικόνων (δηλαδή μεγάλη χωρητικότητα διαύλου) και την επεκτασιμότητα του συστήματος που εξασφαλίζονται με τη χρήση των WMN.

1.3.4 Παράγοντες που επηρεάζουν την επίδοση του δικτύου πλέγματος

Οι παράγοντες που επηρεάζουν την επίδοση ενός δικτύου πλέγματος και πρέπει να λαμβάνονται υπόψη κατά τη σχεδίαση, επέκταση και λειτουργία του, είναι:

- *Τεχνικές ραδιοεπικοινωνίας.*

Στόχος είναι η αύξηση της χωρητικότητας και η ευελιξία του δικτύου. Αυτό επιτυγχάνεται με τη χρήση κατευθυντικών και έξυπνων κεραιών καθώς και με συστήματα MIMO και πολλαπλών ραδιοεπικοινωνιών/καναλιών (multi-radio/multi-channel). Σε ανώτερο στρώμα μπορεί να χρησιμοποιηθεί επαναρρύθμιση της ραδιοεπικοινωνίας (reconfigurable radios), γνωστικές ραδιοεπικοινωνίες (cognitive radios), ακόμη και ραδιοεπικοινωνίες λογισμικού (software radios). Καίτοι οι τεχνολογίες αυτές είναι ακόμη σε αρχικό στάδιο, μπορούν να παράσχουν δυναμικό έλεγχο του δικτύου. Προαπαιτούμενο για τη χρήση τέτοιων τεχνολογιών είναι η σχεδίαση νέων πρωτοκόλλων λόγω και των νέων προκλήσεων που εισάγουν. Ενδεικτικό πρόβλημα αποτελούν οι κατευθυντικές κεραίες που ενώ μειώνουν τον αριθμό των εκτεθειμένων κόμβων, λόγω του στενού λοβού που έχουν, αυξάνουν ταυτόχρονα τους κρυμμένους κόμβους.
- *Κλιμακωσιμότητα.*

Είναι χαρακτηριστικό ότι, όταν αυξάνεται το μέγεθος ενός δικτύου, η επίδοσή του χειροτερεύει. Λόγω του μεγάλου μεγέθους τους και της αρχιτεκτονικής τους, τα WMN δεν μπορούν να υποστηρίξουν κεντρικά ελεγχόμενες δομές

πολλαπλής πρόσβασης (TDMA, CDMA). Συνήθως, στα WMN χρησιμοποιείται η CSMA/CA, καίτοι μειώνει την αναχρησιμοποίηση συχνότητας και, συνεπώς, την κλιμακωσιμότητα του δικτύου.

- *Πλεγματική σύνδεση.*

Τα πρωτόκολλα που χρησιμοποιούνται πρέπει να λαμβάνουν υπόψη τους την πλεγματική σύνδεση, και, επιπλέον, να περιλαμβάνουν αλγορίθμους αυτοοργάνωσης και ελέγχου τοπολογίας.

- *Ευρυζωνικότητα και ποιότητα υπηρεσίας (QoS).*

Οι περισσότερες εφαρμογές των WMN απαιτούν ευρυζωνική σύνδεση με αυξημένες απαιτήσεις ποιότητας υπηρεσίας. Συνεπώς, εκτός από την από-άκρο-σε-άκρο καθυστέρηση και τη δικαιοσύνη (fairness), χρειάζονται και άλλα μέτρα επίδοσης όπως η διακύμανση της καθυστέρησης μετάδοσης (delay jitter), ο συνολικός και ο ανά κόμβο ρυθμός διέλευσης καθώς και ο ρυθμός απώλειας πακέτων (packet loss ratio).

- *Συμβατότητα και διαλειτουργικότητα.*

Τα WMN πρέπει να είναι συμβατά με κοινούς χρήστες ενώ οι δρομολογητές πλέγματος να μπορούν να διαλειτουργούν με τα άλλα ασύρματα δίκτυα.

- *Ασφάλεια.*

Η κατανεμημένη αρχιτεκτονική των WMN δεν επιτρέπει την ύπαρξη μιας έμπιστης κεντρικής αρχής που θα διαχειρίζεται τα θέματα ασφαλείας. Οι μέθοδοι που εφαρμόζονται στα ad hoc δίκτυα μπορούν να υιοθετηθούν και στα WMN. Εντούτοις υπάρχουν πολλές δυσκολίες που προκαλεί κυρίως η διαφορετική αρχιτεκτονική των δύο αυτών τύπων δικτύων.

- *Ευκολία στη χρήση.*

Τα WMN πρέπει να είναι όσο το δυνατό αυτόνομα. Η αυτονομία αφορά τη διαχείριση ισχύος, την αυτοοργάνωση, τον έλεγχο της τοπολογίας, την αντοχή στις δυσλειτουργίες και τη διαδικασία εγγραφής και πιστοποίησης. Επιπλέον, πρέπει να αναπτυχθούν εργαλεία διαχείρισης για την αποδοτική διατήρηση της λειτουργίας, τον έλεγχο της επίδοσης και τη ρύθμιση των παραμέτρων των WMN.

1.3.5 Δρομολόγηση σε ασύρματα δίκτυα πλέγματος

Όπως αναφέρθηκε προηγουμένως, η δρομολόγηση είναι η διαδικασία μέσω της οποίας αποφασίζεται ποια διαδρομή θα ακολουθήσει η μετάδοση πακέτων από την πηγή προς τον προορισμό. Η απόφαση αυτή βασίζεται σε διάφορα κριτήρια βελτιστοποίησης. Ένα τέτοιο κριτήριο είναι η ασφάλεια. Στα δίκτυα, όμως, χρησιμοποιούνται κυρίως η ποιότητα της υπηρεσίας και η βέλτιστη χρήση των πόρων του δικτύου.

Τα WMN αποτελούνται από τους δρομολογητές πλέγματος, που θεωρούνται στάσιμοι και δεν έχουν περιορισμούς στην κατανάλωση ενέργειας, και τους χρήστες πλέγματος που λόγω της κινητικότητάς τους απαιτούν πρωτόκολλα δρομολόγησης με υψηλή ενεργειακή αποδοτικότητα. Στα WMN τα πρωτόκολλα δρομολόγησης πρέπει να λαμβάνουν υπόψη τους τα ακόλουθα στοιχεία:

- *Κριτήρια Επίδοσης*. Τα συνηθέστερα κριτήρια επίδοσης είναι:
 - Αριθμός βημάτων: τα βήματα που μεσολαβούν από την πηγή μέχρι τον τελικό προορισμό.
 - Αναμενόμενος Αριθμός Εκπομπών (ETX): είναι ο αριθμός των αναμεταδόσεων που χρειάζονται για την επιτυχή μετάδοση ενός πακέτου.
 - Αναμενόμενος Χρόνος Εκπομπής (ETT): είναι μια βελτίωση του ETX, λαμβάνοντας υπόψη και το εύρος ζώνης της ζεύξης.
 - Ενεργειακή κατανάλωση: πρέπει να λαμβάνεται ιδιαίτερη μέριμνα από κόμβους με ενεργειακούς περιορισμούς που συμμετέχουν στην δρομολόγηση ώστε να μην βρεθούν εκτός λειτουργίας.
 - Διαθεσιμότητα/Αξιοπιστία Διαδρομής: εκτιμάται το ποσοστό του χρόνου που μία διαδρομή είναι διαθέσιμη. Λαμβάνεται, δηλαδή, υπόψη η κινητικότητα των κόμβων.

Για την επιλογή μιας διαδρομής σε δίκτυα WMN απαιτούνται πάνω από ένα κριτήρια επίδοσης.

- *Ανοχή στις δυσλειτουργίες*. Είναι απαραίτητο χαρακτηριστικό για την εύκολη επέκταση των WMN. Όταν μια ζεύξη τίθεται εκτός λειτουργίας, πρέπει να επιλέγεται αμέσως μια άλλη διαδρομή ώστε να μην διακοπεί η υπηρεσία.

- *Εξισορρόπηση φορτίου.* Μια από τις επιδιώξεις των WMN είναι η ορθή κατανομή των πόρων ανάμεσα σε πολλούς χρήστες. Έτσι, όταν σε ένα τμήμα του δικτύου υπάρχει αυξημένη κίνηση, η δρομολόγηση πρέπει να γίνεται προς άλλες διαδρομές.
- *Κλιμακωσιμότητα.* Λόγω του μεγάλου μεγέθους του δικτύου, η καθυστέρηση μετάδοσης από την πηγή μέχρι τον τελικό προορισμό μπορεί να είναι μεγάλη. Επιπλέον, όσο μεγαλύτερη είναι η διαδρομή τόσο πιθανότερο είναι να αλλάξει η κατάσταση ενός κόμβου.
- *Προσαρμοστικότητα.* Όπως προαναφέρθηκε, οι δρομολογητές πλέγματος και οι χρήστες πλέγματος έχουν διαφορετικές ανάγκες. Συνεπώς, πρέπει να σχεδιαστούν πρωτόκολλα που να υποστηρίζουν τις διαφοροποιημένες αυτές ανάγκες.

Η έρευνα στα πρωτόκολλα δρομολόγησης αποσκοπεί κυρίως στην κατάλληλη ενίσχυση των υπάρχοντων πρωτοκόλλων ώστε να ανταποκρίνονται στις ανάγκες των WMN (βλ. Πίνακα 1.2). Εντούτοις, υπάρχουν δύο πρωτόκολλα που σχεδιάστηκαν αποκλειστικά για τα WMN, το Mesh Network Scalable Routing (MSR) και το SrcRR. Το MSR δημιουργήθηκε από τη MeshNetworks και σύμφωνα με τους ισχυρισμούς της εταιρείας (αφού δεν διατίθεται στο κοινό) χρησιμοποιεί υβριδική δρομολόγηση, προσαρμόζεται δυναμικά στις συνθήκες του δικτύου και υποστηρίζει χρήστες μεγάλης κινητικότητας. Το SrcRR δημιουργήθηκε από το MIT, είναι μια παραλλαγή του DSR και χρησιμοποιεί το ETT ως κριτήριο απόδοσης της διαδρομής.

| | Routing protocols | Proactive | On-demand | Flat | Hierarchical | Location-aware | Metrics | Mobility |
|--------|-------------------|-----------|-----------|------|--------------|----------------|-------------|----------------|
| Ad hoc | DSDV | X | | X | | No | Hops | Yes |
| | DSR | | X | X | | No | Hops | Yes |
| | TORA | | X | X | | No | Hops | Yes |
| | CGSR | X | | | X | No | via CH | Yes |
| | GeoCast | X | | | X | Yes | Hops | Yes |
| | ZRP | X | X | | X | No | Hops (zone) | Yes |
| | DREAM | X | | X | | Yes | Hops | Yes |
| | LAR | | X | X | | Yes | Hops | Yes |
| | OLSR | X | | X | | No | Hops | Yes |
| | AODV | | X | X | | No | Hops | Yes |
| | HSR | X | | | X | No | via CH | Yes |
| | FSR | X | | X | | No | Hops | Yes |
| | TBRPF | X | | X | | No | Hops | Yes |
| LANMAR | X | | | X | No | Hops (zone) | Group | |
| WMN | MSR | X | X | X | | No | Proprietary | Yes |
| | SrcRR | | X | X | | No | ETT | Not considered |

Πίνακας 1.2: Πρωτόκολλα δρομολόγησης των WMN και των MANET

Η επιλογή του πρωτοκόλλου που θα χρησιμοποιηθεί εξαρτάται από:

- *Το μέγεθος του δικτύου και τον αριθμό των κόμβων.* Για παράδειγμα, αν το δίκτυο είναι μεγάλο, η τεχνική της πλημμύρας πρέπει να αποφεύγεται. Η τεχνική αυτή είναι καλή σε μικρά μόνο δίκτυα.
- *Κινητικότητα των κόμβων.* Είναι σημαντικό τα πρωτόκολλα δρομολόγησης να έχουν μια ενημερωμένη επισκόπηση της τοπολογίας του δικτύου, μεταβλητής συνεχώς λόγω της κινητικότητας των χρηστών.
- *Χαρακτηριστικά της κίνησης.* Ενδεικτικά, όταν στο δίκτυο υπάρχει υψηλή κίνηση, τα πρωτόκολλα πρέπει να υποστηρίζουν λειτουργίες εξισορρόπησης φορτίου (load balancing), ώστε να γίνεται βέλτιστη χρήση των πόρων του δικτύου και να αποφεύγεται η συμφόρηση.

Εκτός από τα ανωτέρω κριτήρια επιλογής, είναι σημαντικό να ληφθεί υπόψη και η επιβάρυνση λόγω ελέγχου (control overhead). Για παράδειγμα, αν χρησιμοποιείται ένα πρωτόκολλο αντιδραστικής δρομολόγησης, η καθυστέρηση μέχρι να ολοκληρωθεί η διαδικασία της δρομολόγησης μπορεί να μην είναι αποδεκτή από κάποιες υπηρεσίες. Επομένως, όταν αποστέλλονται συνεχώς δεδομένα, πρέπει να

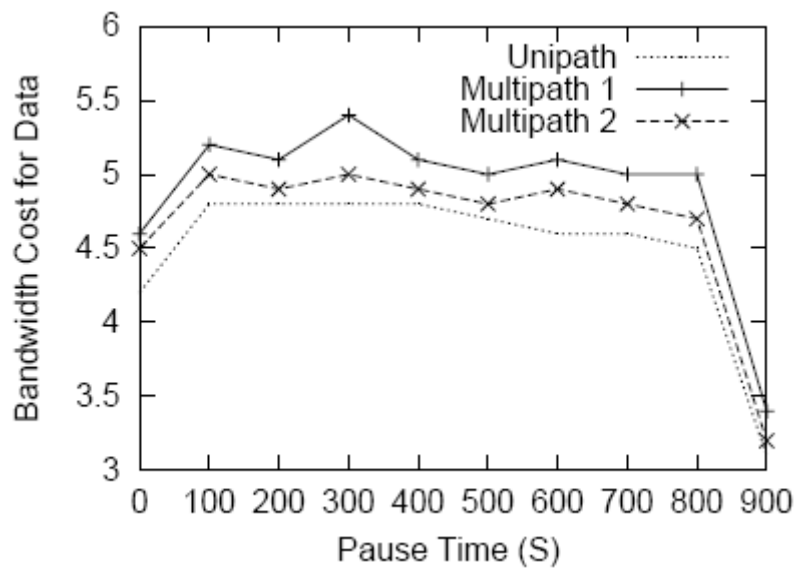
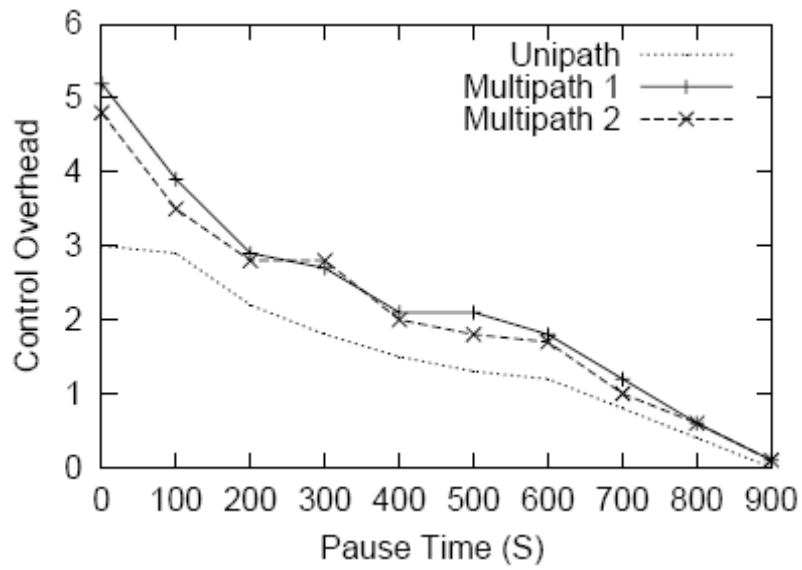
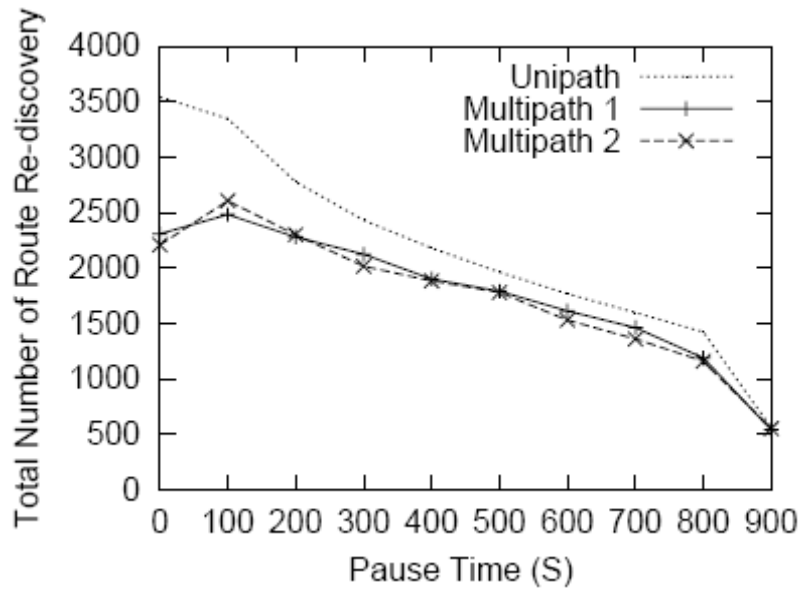
χρησιμοποιούνται πρωτόκολλα προληπτικής δρομολόγησης. Αντίθετα, όταν τα δεδομένα αποστέλλονται σποραδικά, τα πρωτόκολλα αντιδραστικής δρομολόγησης αποτελούν την προτιμητέα λύση.

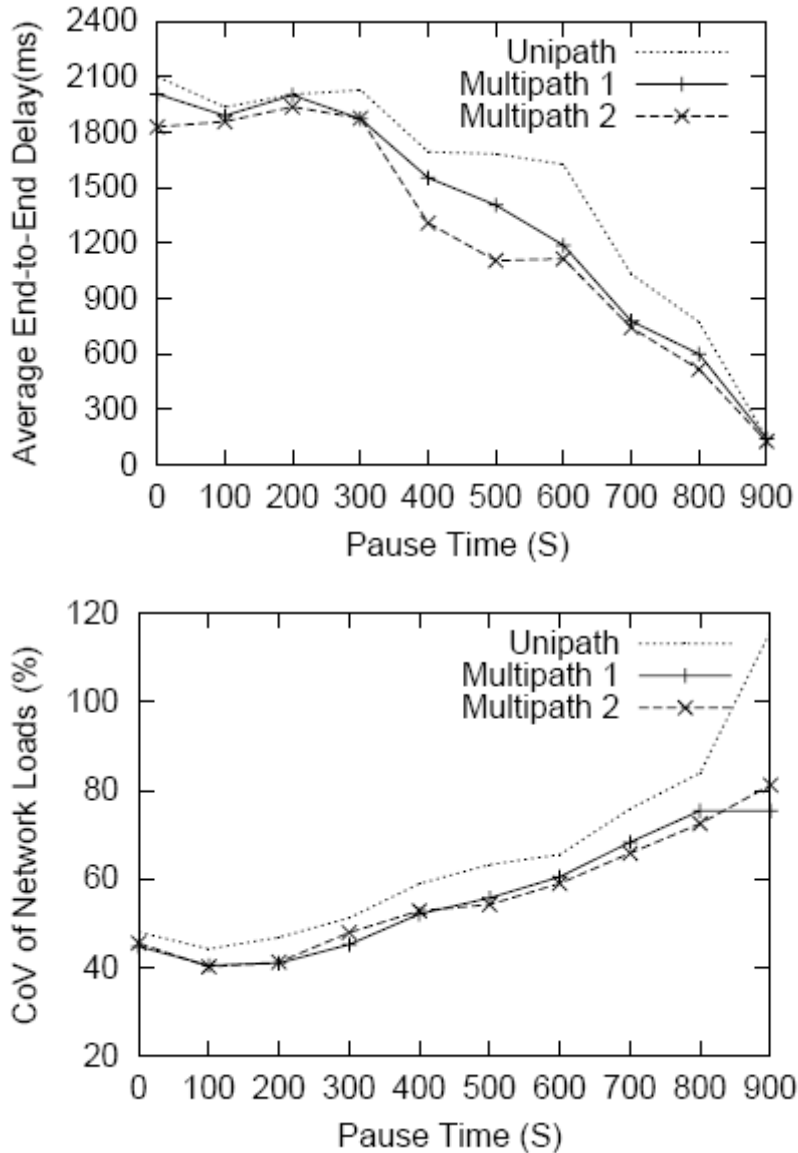
1.4 Χρήση μιας ή πολλαπλών διαδρομών? (Unipath ή Multipath?)

Όπως αναφέρθηκε προηγουμένως, η δρομολόγηση μπορεί να γίνει είτε με χρήση μιας διαδρομής από την πηγή προς τον τελικό προορισμό (unipath routing) είτε με χρήση περισσότερων διαδρομών (multipath routing). Η απόφαση για το ποιά μέθοδος πρέπει να χρησιμοποιηθεί δεν είναι απλή αλλά εξαρτάται από διάφορους παράγοντες, όπως η κινητικότητα των χρηστών, η τοπολογία και το κριτήριο βελτιστοποίησης που εφαρμόζεται. Και οι δύο μέθοδοι χαρακτηρίζονται από πλεονεκτήματα και μειονεκτήματα που πρέπει να λαμβάνονται υπόψη πριν επιλεγεί η μέθοδος δρομολόγησης.

1.4.1 Προηγούμενες μελέτες

Οι Kui Wu και Janelle Harms [9] μελέτησαν αυτούς τους δύο τρόπους δρομολόγησης σε ad-hoc δίκτυα. Στα διαγράμματα που ακολουθούν παρουσιάζονται τα αποτελέσματα των προσομοιώσεων, και σχολιάζονται στην συνέχεια. Στην προσομοίωση χρησιμοποιήθηκαν 50 κινητοί κόμβοι που μετακινούνταν σε ορθογωνική περιοχή 1500x500 μέτρων με ταχύτητες μεταξύ 5m/s έως 10m/s. Η προσομοίωση είχε διάρκεια 900 δευτερολέπτων, 15 κόμβοι λειτουργούσαν ως πηγές αποστολής κίνησης σταθερού ρυθμού (CBR) και 15 κόμβοι λειτουργούσαν ως δέκτες. Τα πακέτα είχαν μήκος 512 bytes και αποστέλλονταν κάθε 250ms. Τα δεδομένα συλλέγονταν μετά από 30 δευτερόλεπτα ώστε οι κόμβοι να αποκτήσουν τις αρχικές πληροφορίες δικτύου. Τέλος, οι κόμβοι είχαν εμβέλεια 250 μέτρων.





Σχήμα 1.4: Αποτελέσματα προσομοιώσεων. Στο Multipath 1 επιλέγεται μία διαδρομή από τις πολλές διαθέσιμες κατά τυχαίο τρόπο. Όλες οι διαδρομές έχουν την ίδια πιθανότητα επιλογής. Στο Multipath 2 επιλέγεται με πιθανότητα αντιστρόφως ανάλογη του μήκους. Το Control overhead είναι ο λόγος των πακέτων ελέγχου προς τον αριθμό των πακέτων πληροφορίας που λήφθηκαν. Το Bandwidth Cost for Data είναι ο λόγος του συνολικού αριθμού πακέτων πληροφορίας που στάλθηκαν προς τον αριθμό των πακέτων πληροφορίας που λήφθηκαν. Το CoV είναι ο λόγος της διασποράς των πακέτων δεδομένων που προωθούνται προς το μέσο αριθμό τους. Μετρά την εξισορρόπηση φορτίου και όσο μικρότερος είναι τόσο το καλύτερο. Το Pause Time δείχνει την κινητικότητα. Pause Time = 900 δείχνει ακινησία, ενώ Pause Time = 0 δείχνει συνεχή κινητικότητα. Για λεπτομέρειες σχετικά με το μοντέλο, ο αναγνώστης παραπέμπεται στην εργασία [9].

1.4.2 Επικοινωνία με χρήση μιας διαδρομής (Unipath)

Η δρομολόγηση με χρήση μιας μόνο διαδρομής αποτελεί την απλούστερη περίπτωση δρομολόγησης. Η πηγή που θέλει να στείλει δεδομένα εγκαθιστά, χρησιμοποιώντας ένα πρωτόκολλο προληπτικής ή αντιδραστικής δρομολόγησης, μία μόνο διαδρομή προς τον προορισμό που με βάση τα κριτήρια επίδοσης που έχουν τεθεί, είναι

βέλτιστη. Συνεπώς, θα χρειαστούν λιγότερες αναμεταδόσεις πακέτων (βλ. Σχήμα 1.4: Bandwidth Cost for Data). Ένα ακόμη χαρακτηριστικό της δρομολόγησης με χρήση μιας διαδρομής είναι ότι η επιβάρυνση λόγω μηνυμάτων ελέγχου είναι μικρότερη σε σχέση με την επιλογή χρήσης πολλαπλών διαδρομών (βλ. Σχήμα 1.4: Control Overhead). Αυτό είναι λογικό αν ληφθεί υπόψη ότι αναζητείται μία μόνο διαδρομή. Εντούτοις, υπάρχει και ένα μεγάλο μειονέκτημα. Όταν υπάρχει κινητικότητα στο δίκτυο, η τοπολογία αλλάζει. Δημιουργούνται νέες διαδρομές ενώ άλλες παύουν να υπάρχουν. Πρέπει, λοιπόν, να χρησιμοποιείται διαδικασία επαναπροσδιορισμού διαδρομών (routing rediscovery) αρκετά συχνά, ανάλογα με την κινητικότητα των χρηστών (βλ. Σχήμα 1.4: Total number of Route Re-discovery).

1.4.3 Επικοινωνία με χρήση πολλαπλών διαδρομών (Multipath)

Η δρομολόγηση με χρήση πολλαπλών διαδρομών είναι μια πολύπλοκη διαδικασία που υπόσχεται, όμως, καλύτερη απόδοση αν αξιοποιηθεί σωστά. Εγγυάται την ορθή μετάδοση των δεδομένων από την πηγή προς τον τελικό προορισμό για μεγαλύτερο χρονικό διάστημα. Αυτό συμβαίνει διότι όταν παύσει να υπάρχει κάποια διαδρομή, χρησιμοποιούνται οι υπόλοιπες. Συνεπώς, και η διαδικασία επαναπροσδιορισμού διαδρομών γίνεται λιγότερο συχνά, όταν δηλαδή σταματήσει να λειτουργεί και η τελευταία διαδρομή (Σχήμα 1.4: Total Number of Route Re-discovery).

Η πολυδιαδρομική δρομολόγηση επιτυγχάνει καλύτερη απόδοση όταν οι διαδρομές που χρησιμοποιούνται δεν έχουν κοινούς κόμβους (node-disjoint paths). Αυτό σε συνδυασμό με την ταυτόχρονη χρήση των πολλαπλών διαδρομών αυξάνει το ρυθμό διέλευσης με τον οποίο μεταδίδεται η πληροφορία. Δηλαδή, επιτυγχάνεται ρυθμός διέλευσης ίσος με το άθροισμα των ρυθμών διέλευσης των επιμέρους διαδρομών. Επίσης, η ταυτόχρονη χρήση των διαδρομών επιτυγχάνει μείωση της αναμονής στις ουρές των ενδιάμεσων κόμβων και εξισορρόπηση φορτίου (Σχήμα 1.4: Cov of Network Loads).

Παρά τις βελτιώσεις που εισάγει η τεχνική της πολυδιαδρομικής δρομολόγησης, θα ήταν λάθος να θεωρηθεί ότι δεν έχει προβλήματα. Είναι πιθανό στα ασύρματα δίκτυα, οι πολλαπλές διαδρομές να παρεμβάλλουν η μια στην άλλη. Ακόμη, όταν χρησιμοποιούνται διαδρομές με μεγάλες διαφορές στην από-άκρο-σε-άκρο καθυστέρηση, χρειάζεται μεγαλύτερη μνήμη στον προορισμό ώστε να μπορεί να

αποθηκεύσει και τελικώς να συνθέσει τα διάφορα πακέτα με τη σειρά που στάλθηκαν. Επιπλέον, η ανεύρεση διαδρομών που είναι ασυσχέτιστες μεταξύ τους δημιουργεί μεγαλύτερη επιβάρυνση με μηνύματα ελέγχου στο δίκτυο (Σχήμα 1.4: Control Overhead). Αυτή η δυσκολία στην ανεύρεση διαδρομών καθυστερεί την έναρξη της μετάδοσης των πακέτων, αυξάνει την καθυστέρηση στην ουρά της πηγής και, επομένως, τη συνολική καθυστέρηση μετάδοσης.

Στον Πίνακα 1.3 παρουσιάζονται συνοπτικά οι κύριες διαφορές των δύο κατηγοριών δρομολόγησης που εξετάστηκαν προηγουμένως.

| ΧΑΡΑΚΤΗΡΙΣΤΙΚΑ | UNI PATH | MULTI PATH |
|---|------------------------------------|---|
| Διαδικασία επαναπροσδιορισμού διαδρομών (Route rediscovery) | Πολύ συχνά | Λιγότερο συχνά |
| Επιβάρυνση ελέγχου (Control overhead) | Μικρή | Μεγάλη |
| Αναμεταδόσεις πακέτων | Λιγότερες | Περισσότερες |
| Ρυθμός διέλευσης (Throughput) | Γραμμής | Αθροιστικός (όταν χρησιμοποιούνται ταυτόχρονα οι διαδρομές) |
| Αναμονή σε ουρές | Εξαρτάται από τα κριτήρια επίδοσης | Μικρότερη (όταν χρησιμοποιούνται ταυτόχρονα οι διαδρομές) |
| Εξισορρόπηση φορτίου (Load balance) | Δεν υποστηρίζεται | Όταν χρησιμοποιούνται ταυτόχρονα οι διαδρομές |
| Παρεμβολή διαδρομών | Όχι | Στα ασύρματα δίκτυα όταν χρησιμοποιούνται ταυτόχρονα οι διαδρομές |

Πίνακας 1.3: Κύριες διαφορές της δρομολόγησης με χρήση μιας διαδρομής και της δρομολόγησης με χρήση πολλαπλών διαδρομών.

1.4.4 Συμπεράσματα

Η πολυδιαδρομική δρομολόγηση χρησιμοποιεί πολλές διαδρομές αλλά μόνο μια από αυτές είναι η βέλτιστη. Επομένως, όταν υπάρχει βέλτιστη εκχώρηση της χωρητικότητας στο δίκτυο, τα μηνύματα που αποστέλλονται με χρήση μιας μόνο διαδρομής θα υποστούν τις μικρότερες καθυστερήσεις. Σε διαφορετική περίπτωση, η χρήση πολλαπλών διαδρομών θεωρείται καλύτερη.

Λόγω της κινητικότητας των χρηστών στα WMN, στη συνέχεια μελετάται μόνο η περίπτωση της πολυδιαδρομικής (Multipath) δρομολόγησης.

Κεφάλαιο 2

Πολυδιαδρομική δρομολόγηση

2.1 Εισαγωγή

Η πολυδιαδρομική δρομολόγηση είναι τεχνική που αξιοποιεί τους φυσικούς πόρους του δικτύου χρησιμοποιώντας πολλαπλές διαδρομές από την πηγή προς τον τελικό προορισμό. Η πολυδιαδρομική δρομολόγηση εξυπηρετεί διάφορους σκοπούς. Μεταξύ αυτών συμπεριλαμβάνονται η επαύξηση του εύρους ζώνης, η ελαχιστοποίηση της καθυστέρησης, η αυξημένη ανοχή σε δυσλειτουργίες, η μεγαλύτερη αξιοπιστία, η εξισορρόπηση φορτίου, κτλ.

Ιστορικά, η ιδέα της χρήσης πολλαπλών διαδρομών έχει διερευνηθεί σε πολλά διαφορετικά πλαίσια εφαρμογής. Τα παραδοσιακά τηλεφωνικά δίκτυα μεταγωγής κυκλώματος χρησιμοποιούσαν ένα τύπο πολυδιαδρομικής δρομολόγησης, γνωστό ως δρομολόγηση εναλλακτικής διαδρομής (alternate path routing). Σε αυτό το είδος δρομολόγησης κάθε κόμβος πηγής και προορισμού διαθέτει ένα σύνολο διαδρομών, αποτελούμενων από μια κύρια διαδρομή και μία ή περισσότερες εναλλακτικές. Η δρομολόγηση εναλλακτικής διαδρομής επιτυγχάνει τη μείωση της πιθανότητας αποκλεισμού μιας κλήσης (call blocking probability) και την αύξηση της συνολικής χρησιμοποίησης του δικτύου. Η χρήση της είναι απλή. Όταν η πλησιέστερη διαδρομή, που απέχει συνήθως ένα βήμα (hop) από το δίκτυο κορμού, αποτύχει ή έχει συμφόρηση, τότε χρησιμοποιείται μια εναλλακτική διαδρομή, που απέχει συνήθως δύο βήματα (hops).

Ένας ακόμη τομέας εφαρμογής της πολυδιαδρομικής δρομολόγησης είναι τα Δίκτυα Δεδομένων (data networks) που αποσκοπούν στην υποστήριξη συνδεοστρεφούς (connection-oriented) υπηρεσίας που ικανοποιεί συγκεκριμένα κριτήρια QoS. Για παράδειγμα, τα ATM δίκτυα χρησιμοποιούν ένα πρωτόκολλο σηματοδότησης, PNNI (Private Network-to-Network Interface), για να ορίσουν πολλαπλά μονοπάτια μεταξύ πηγής και προορισμού. Η κυρίως διαδρομή (βέλτιστη) χρησιμοποιείται είτε μέχρι να αποτύχει είτε μέχρι να υπέρ-χρησιμοποιηθεί, οπότε η δρομολόγηση γίνεται μέσω εναλλακτικών διαδρομών.

Συνήθως, όπως συμπεραίνεται και από τα προηγούμενα, η χρήση πολλαπλών διαδρομών προσφέρεται για συνδεοστρεφή δίκτυα. Μπορεί όμως να χρησιμοποιηθεί και σε δίκτυα μεταγωγής πακέτου (πχ. Διαδίκτυο – Internet) μετριάζοντας έτσι τη συμφόρηση. Το μειονέκτημα αυτού του σχήματος έγκειται στο ότι απαιτείται η αποθήκευση των επιπλέον διαδρομών σε κάθε δρομολογητή.

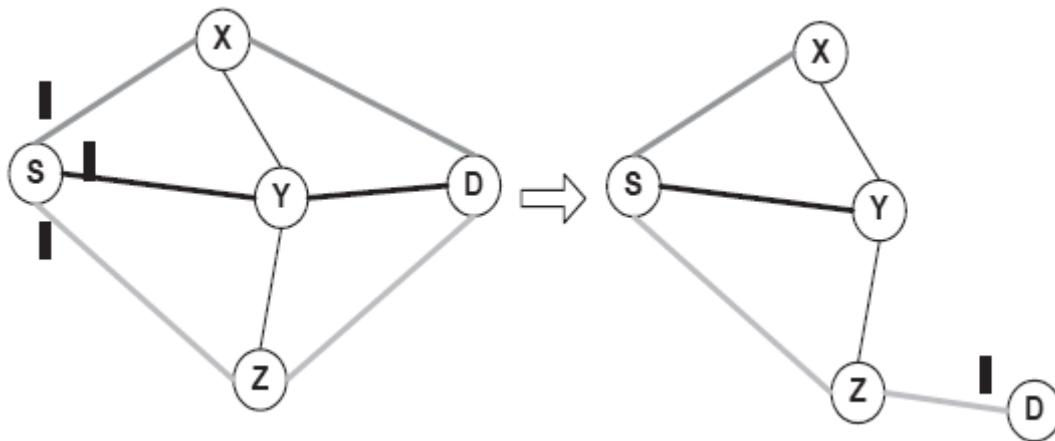
Η πολυδιαδρομική δρομολόγηση μπορεί να διακριθεί σε δύο γενικές κατηγορίες:

- Δυναμική δρομολόγηση (Dynamic Routing), όπου χρησιμοποιείται μία μόνο διαδρομή για τη μετάδοση. Οι υπόλοιπες λειτουργούν ως εφεδρεία και χρησιμοποιούνται όταν υπάρξει πρόβλημα στην κύρια διαδρομή.
- Δρομολόγηση διασποράς (Dispersive Routing), όπου χρησιμοποιούνται ταυτόχρονα πολλαπλές διαδρομές.

2.2 Πλεονεκτήματα της πολυδιαδρομικής δρομολόγησης

Στο προηγούμενο κεφάλαιο έγινε μια σύντομη αναφορά στη πολυδιαδρομική δρομολόγηση. Στο εδάφιο αυτό αναφέρονται εκτενέστερα τα πλεονεκτήματα αυτού του είδους της δρομολόγησης καθώς και οι τρόποι με τους οποίους επιτυγχάνονται.

- *Ανοχή σε δυσλειτουργίες (Fault tolerance)*. Τα πρωτόκολλα πολυδιαδρομικής δρομολόγησης μπορούν να προσφέρουν ανοχή στις δυσλειτουργίες του δικτύου. Αυτό επιτυγχάνεται με τη δρομολόγηση πλεονάζουσας πληροφορίας μέσα από τις εναλλακτικές διαδρομές που κατά αυτόν τον τρόπο μειώνει την πιθανότητα να διακοπεί η επικοινωνία σε περίπτωση αποτυχίας κάποιας ζεύξης (βλ. Σχήμα 2.1). Το μειονέκτημα αυτού του σχήματος είναι η επιβάρυνση του δικτύου που δημιουργείται από την πλεονάζουσα πληροφορία. Οι σύγχρονοι αλγόριθμοι αντιμετωπίζουν το πρόβλημα αυτό εφαρμόζοντας κωδικοποίηση ψηφίου (source coding). Τέλος, σημειώνεται ότι η προσαρμοστικότητα στη δρομολόγηση εξαρτάται από τα κριτήρια βελτιστοποίησης που εφαρμόζονται.



Σχήμα 2.1: Η πηγή αποστέλλει τα ίδια πακέτα προς όλες τις διαδρομές. Σε περίπτωση κινητικότητας του προορισμού D, οι ζεύξεις $X \rightarrow D$ και $Y \rightarrow D$ παύουν, αλλά το μήνυμα φθάνει στον προορισμό μέσω της ζεύξης $Z \rightarrow D$. Αρκεί, δηλαδή, ένα από όλα τα πακέτα να φθάσει στο προορισμό για να θεωρηθεί επιτυχής η επικοινωνία.

- *Εξισορρόπηση φορτίου (Load balancing).* Υπάρχει πιθανότητα ένας σύνδεσμος να υπέρ-χρησιμοποιείται και να προκαλείται συμφόρηση. Σε αυτή την περίπτωση, τα πρωτόκολλα δρομολόγησης πρέπει να έχουν την ικανότητα να κατευθύνουν την κίνηση προς εναλλακτικές διαδρομές, ελαφρύνοντας, έτσι, το φορτίο του επιβαρυσμένου συνδέσμου.
- *Αύξηση του εύρους ζώνης (Bandwidth aggregation).* Ένα πρωτόκολλο δρομολόγησης που κατανέμει την κίνηση σε διαφορετικές διαδρομές μπορεί να επιτύχει πραγματικό εύρος ζώνης ίσο με το άθροισμα του εύρους ζώνης των επιμέρους γραμμών. Αυτή η στρατηγική είναι ιδιαίτερα σημαντική όταν οι διαδρομές προς τον προορισμό αποτελούνται από ζεύξεις με μικρό εύρος ζώνης, ενώ η υπηρεσία που χρησιμοποιείται απαιτεί μεγαλύτερο. Επιπλέον, η από-άκρο-σε-άκρο καθυστέρηση μπορεί να μειωθεί ως άμεση συνέπεια της χρησιμοποίησης μεγαλύτερου εύρους ζώνης.
- *Μείωση της καθυστέρησης (Reduce delay).* Στα ασύρματα δίκτυα που χρησιμοποιούν ένα αντιδραστικό πρωτόκολλο δρομολόγησης μιας διαδρομής, όταν υπάρξει αποτυχία επί της μοναδικής διαδρομής πρέπει να ξεκινήσει ξανά η διαδικασία επαναπροσδιορισμού νέων διαδρομών. Συνεπώς, καθυστερεί η έναρξη της δρομολόγησης και αυξάνεται η συνολική καθυστέρηση. Αντίθετα, στην πολυδιαδρομική δρομολόγηση η καθυστέρηση αυτή μειώνεται λόγω της

ύπαρξης εφεδρείας διαδρομών που βρίσκονται κατά τη διαδικασία επαναπροσδιορισμού διαδρομών.

2.3 Στοιχεία της πολυδιαδρομικής δρομολόγησης

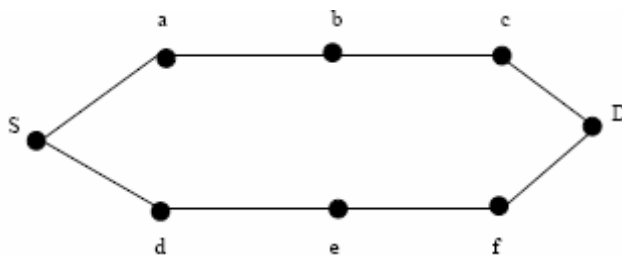
Υπάρχουν τρία βασικά στοιχεία που πρέπει να λαμβάνονται υπόψη κατά τη χρήση πολλαπλών διαδρομών:

- Εύρεση των διαδρομών
- Κατανομή της κίνησης
- Διατήρηση των διαδρομών

2.3.1 Εύρεση των διαδρομών (Path Discovery)

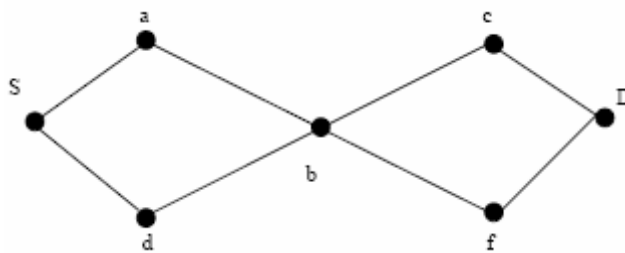
Η “εύρεση των διαδρομών” αναφέρεται στη διαδικασία της επιλογής των διαθέσιμων διαδρομών μεταξύ πηγής και προορισμού. Υπάρχει μεγάλο πλήθος κριτηρίων για τη συγκεκριμένη επιλογή. Ορισμένα από αυτά είναι:

- *Ανεξαρτησία των διαδρομών (disjoint paths)*. Αποτελεί το πλέον διαδεδομένο κριτήριο και αφορά την ανεξαρτησία των διαδρομών ως προς την κοινή χρήση των πόρων του δικτύου. Η ανεξαρτησία διακρίνεται σε:
 - *Ανεξαρτησία κόμβων (Node-disjoint paths)*: Τα μονοπάτια δεν έχουν κανένα κοινό κόμβο εκτός από τον κόμβο πηγής και τον κόμβο προορισμού· συνεπώς, δεν έχουν και καμία κοινή σύνδεση.



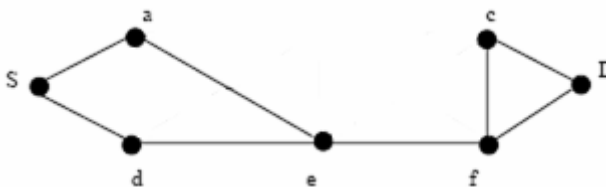
Σχήμα 2.2: Επικοινωνία με χρήση πολλαπλών διαδρομών με ανεξάρτητους κόμβους (Node-disjoint multipath communication)

- *Ανεξαρτησία συνδέσεων (Link-disjoint paths)*: Οι διαδρομές δεν έχουν καμία κοινή σύνδεση αλλά μπορεί να έχουν κοινούς κόμβους.



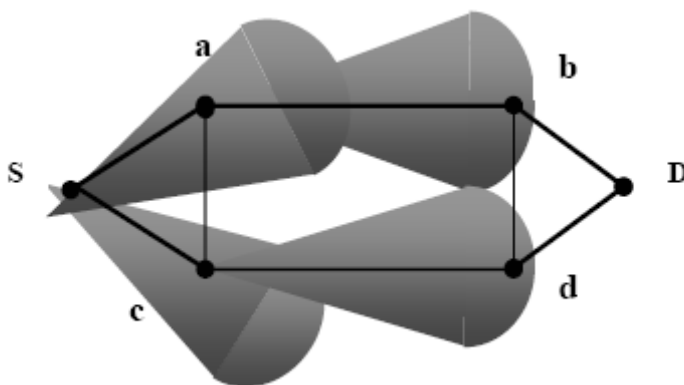
Σχήμα 2.3: Επικοινωνία με χρήση πολλαπλών διαδρομών με ανεξάρτητες συνδέσεις (Link-disjoint multipath communication)

- Μη-ανεξαρτησία (Non-disjoint paths): Οι διαδρομές μπορεί να έχουν κοινούς κόμβους και συνδέσεις.



Σχήμα 2.4: Επικοινωνία με χρήση μη – ανεξάρτητων (συσχετισμένων) πολλαπλών διαδρομών (Non-disjoint multipath communication)

- Ανεξαρτησία Ζώνης (Zone-disjoint paths): Αποτελεί υποκατηγορία της ανεξαρτησίας κόμβων, κατά την οποία οι διάφορες διαδρομές απέχουν μεταξύ τους κατά ένα συγκεκριμένο αριθμό βημάτων. Εφαρμόζεται στα ασύρματα δίκτυα ώστε οι διαδρομές να μην παρεμβάλλουν μεταξύ τους.



Σχήμα 2.5: Επικοινωνία με χρήση πολλαπλών διαδρομών με ανεξαρτησία ζώνης (Zone-disjoint multipath communication)

- Μέγιστη δυνατή ανεξαρτησία (Maximally disjoint paths): Οι διαδρομές μοιράζονται τους λιγότερους κόμβους και συνδέσμους.

Από τα ανωτέρω είδη προτιμάται η ανεξαρτησία των κόμβων, εφόσον είναι εφικτή. Η χρήση διαδρομών χωρίς κανένα κοινό κόμβο εξασφαλίζει ασφάλεια και μεγαλύτερη ανοχή στις δυσλειτουργίες. Όταν ένας κόμβος από ένα σύνολο διαδρομών με ανεξάρτητους κόμβους τεθεί εκτός λειτουργίας, επηρεάζεται μόνο η διαδρομή που περιέχει τον κόμβο. Για παράδειγμα, στο δίκτυο του Σχήματος 2.2 αν ο κόμβος b τεθεί εκτός λειτουργίας, η κίνηση θα δρομολογηθεί μέσω της διαδρομής S-d-e-f-D. Όμοια, όταν μια σύνδεση (ζεύξη) από ένα σύνολο διαδρομών με ανεξαρτησία συνδέσεων τεθεί εκτός λειτουργίας επηρεάζεται μία μόνο διαδρομή. Έτσι, αν η ζεύξη b-c στο Σχήμα 2.3 υποστεί διακοπή, υπάρχει εναλλακτική διαδρομή προς τον τελικό προορισμό. Αντίθετα, αν ένας κόμβος σε ένα σύνολο διαδρομών με ανεξάρτητες συνδέσεις αποτύχει, υπάρχει πιθανότητα να επηρεαστούν περισσότερες από μία διαδρομές. Τέτοιο παράδειγμα είναι ο κόμβος b στο Σχήμα 2.3, η δυσλειτουργία του οποίου έχει επίπτωση σε όλο το δίκτυο. Τέλος, οι μη ανεξάρτητες (συσχετισμένες) διαδρομές προσφέρουν το μικρότερο βαθμό ανοχής σε δυσλειτουργίες, αφού το δίκτυο μπορεί να τεθεί εκτός λειτουργίας λόγω της αποτυχίας είτε ενός κόμβου, είτε μιας ζεύξης.

Συχνά είναι δύσκολο να βρεθούν διαδρομές ανεξάρτητες μεταξύ τους. Για το λόγο αυτό χρησιμοποιείται η ιδέα των διαδρομών μεγίστης ανεξαρτησίας. Ειδικότερα, στα ασύρματα δίκτυα, λόγω της σημαντικής επίπτωσης των πολλαπλών βημάτων στην επίδοση του δικτύου, οι διαδρομές ανεξαρτήτων κόμβων ίσως δεν είναι η βέλτιστη επιλογή ειδικά όταν η διαδρομή αποτελείται από πολλά βήματα. Συνεπώς, υπάρχει μια ανταλλαγή (trade-off) μεταξύ διαθεσιμότητας (availability) και επίδοσης που πρέπει να λαμβάνεται υπόψη κατά τη σχεδίαση των πρωτοκόλλων για τα πολυ-βηματικά ασύρματα δίκτυα.

- *Σύζευξη των διαδρομών (Route coupling)*. Η σύζευξη των διαδρομών προκαλείται είτε λόγω των παρεμβολών που δημιουργούνται κατά τη μετάδοση ανάμεσα στις διαφορετικές διαδρομές είτε λόγω του μεταξύ τους ανταγωνισμού για το κανάλι, και έχει σημαντική επίπτωση στην επίδοση του δικτύου. Δηλαδή, η μετάδοση σε μια διαδρομή επηρεάζει αρνητικά την

ποιότητα μετάδοσης σε μια άλλη. Μια λύση για το πρόβλημα αυτό είναι η χρήση διαδρομών με ανεξαρτησία ζώνης, όπως αναφέρθηκε προηγουμένως. Άλλες μέθοδοι για την αντιμετώπιση του προβλήματος είναι η χρήση κατευθυντικών κεραιών και η πολυκαναλική επικοινωνία.

2.3.2 Κατανομή της κίνησης (Traffic Distribution)

Υπάρχουν πολλές στρατηγικές κατανομής της κίνησης στις διαθέσιμες διαδρομές. Η κίνηση μπορεί είτε να προωθείται μέσω μιας μόνο διαδρομής, χρησιμοποιώντας τις υπόλοιπες ως εφεδρεία της πρώτης (dynamic routing), είτε να χρησιμοποιούνται όλες ταυτόχρονα (dispersive routing). Η επιλογή των διαδρομών γίνεται με χρήση αλγορίθμων, που επιλέγουν ένα υποσύνολο των διαδρομών που ικανοποιούν κάποια κριτήρια. Τέτοια είναι:

- Αριθμός βημάτων (Hop-count)
- Αξιοπιστία της διαδρομής (Path reliability)
- Ανεξαρτησία της διαδρομής από άλλες (Path disjointness)
- Διαθέσιμο εύρος ζώνης (Available bandwidth)
- Βαθμός σύζευξης των διαδρομών (Degree of route coupling)
- Συνδυασμός των ανωτέρω (Combination of metrics)

Σημειώνεται ότι σε δρομολόγηση με περιορισμούς ως προς την ποιότητα υπηρεσίας (QoS), η επιλογή των διαδρομών γίνεται μόνο όταν ικανοποιούν τις απαιτήσεις QoS της υπηρεσίας.

Δύο βασικά χαρακτηριστικά της εκχώρησης της κίνησης είναι:

- *Αριθμός των διαδρομών.* Ένα πρωτόκολλο μπορεί να χρησιμοποιεί μία μόνο διαδρομή και να έχει τις υπόλοιπες ως εφεδρεία ή να χρησιμοποιεί όλες τις διαδρομές εκχωρώντας σε αυτές την κίνηση με ένα σύστημα εκ περιτροπής, μεταδίδοντας κάθε φορά σε μια νέα διαδρομή. Στην δεύτερη περίπτωση το πρωτόκολλο πρέπει να αποφασίζει πώς θα γίνει η κατανομή της κίνησης στις διαδρομές, και πώς θα διαχειρίζεται τα εκτός σειράς πακέτα. Ακόμη, είναι πιθανό να χρησιμοποιηθούν πακέτα πλεονασμού καθώς μοιράζεται η κίνηση. Τα πακέτα πλεονασμού αποτελούν αντίγραφα των πακέτων μετάδοσης που αποστέλλονται είτε στην ίδια διαδρομή το ένα πίσω από το άλλο είτε σε

διαφορετικές διαδρομές, ένα σε κάθε διαδρομή. Αυτό το σχήμα αυξάνει την πιθανότητα ένα τουλάχιστον πακέτο να φθάσει στον προορισμό.

- *Αναλυτικότητα (granularity) εκχώρησης της κίνησης.* Η αναλυτικότητα εκχώρησης της κίνησης καθορίζει τη μικρότερη μονάδα πληροφορίας που δρομολογείται σε κάθε διαδρομή. Για παράδειγμα, η ανά σύνδεση αναλυτικότητα, θα δρομολογούσε όλη την κίνηση μιας σύνδεσης σε μια διαδρομή, ενώ η ανά πακέτο αναλυτικότητα θα μοίραζε τα πακέτα μέσω πολλαπλών συνδέσεων ανάμεσα στις διαδρομές. Κάποιες πιθανές επιλογές αναλυτικότητας περιλαμβάνουν κατά σειρά αύξησης της επιβάρυνσης ελέγχου:
 - την ανά ζεύγος πηγής-προορισμού αναλυτικότητα
 - την ανά ροή αναλυτικότητα
 - την ανά πακέτο αναλυτικότητα
 - την ανά τεμάχιο αναλυτικότητα

Στη γενική περίπτωση η ανά τεμάχιο αναλυτικότητα είναι η καλύτερη επιλογή. Με μία άριστη αναλυτικότητα, η εξισορρόπηση φορτίου μπορεί να είναι αποδοτικότερη, αφού η διακύμανση της κίνησης μπορεί να προσαρμοστεί ταχύτατα. Εντούτοις, η ανά τεμάχιο ή κάποιο καλύτερο είδος αναλυτικότητας έχει ως αποτέλεσμα την εκτός σειράς άφιξη των πακέτων στο προορισμό που απαιτεί αναδιάταξη των πακέτων, γεγονός που μπορεί να μην είναι απλό για ορισμένες εφαρμογές.

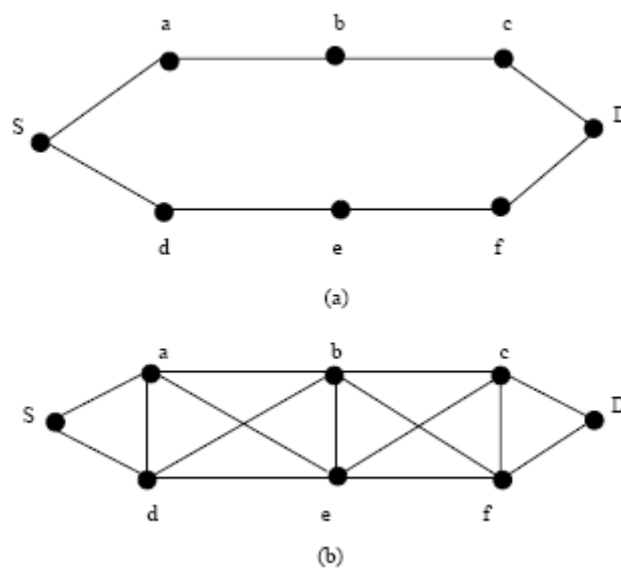
2.3.3 Διατήρηση διαδρομών (Path Maintenance)

Οι εγκατεστημένες διαδρομές είναι πιθανό κατά διαστήματα να διακόπτονται είτε λόγω αποτυχίας σε κάποια ζεύξη ή κόμβο είτε λόγω της κινητικότητας των κόμβων. Η διατήρηση των διαδρομών είναι μια διαδικασία αναγέννησης των διαδρομών μετά τον αρχικό προσδιορισμό τους. Η διαδικασία μπορεί να ξεκινήσει μετά την αποτυχία μιας διαδρομής ή μετά την αποτυχία όλων των διαδρομών, οπότε δεν υπάρχει καμία διαθέσιμη διαδρομή προς τον προορισμό. Χαρακτηριστικό είναι ότι ορισμένα πρωτόκολλα πολυδιαδρομικής δρομολόγησης χρησιμοποιούν δυναμικούς αλγορίθμους διατήρησης, ώστε να ελέγχουν διαρκώς την ποιότητα στις υπάρχουσες διαδρομές και να τη διατηρούν πάνω από ένα κατώφλιο.

2.4 Συσχέτιση των διαδρομών – παράγοντας συσχέτισης

2.4.1 Καθυστέρηση σε συσχετισμένες διαδρομές

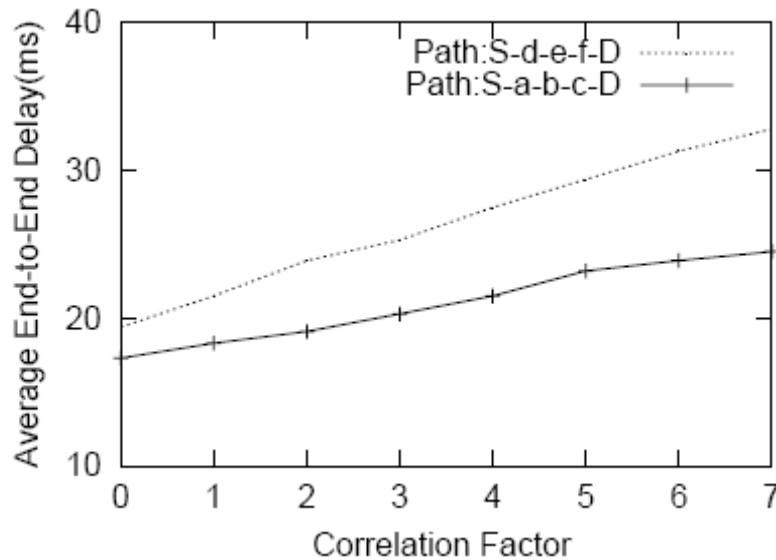
Όπως αναφέρθηκε προηγουμένως, οι διαδρομές με ανεξάρτητους κόμβους παρέχουν το μεγαλύτερο βαθμό αξιοπιστίας. Ορίζεται ως παράγοντας συσχέτισης (η) δύο διαδρομών με ανεξάρτητους κόμβους ο αριθμός των ζεύξεων που ενώνουν τις δύο διαδρομές. Δύο διαδρομές ανεξαρτήτων κόμβων θεωρούνται ασυσχέτιστες όταν δεν υπάρχει ζεύξη που να τις συνδέει ($\eta=0$). Διαφορετικά, οι διαδρομές ονομάζονται η-συσχετισμένες. Ο ολικός βαθμός συσχέτισης ενός συνόλου πολλαπλών διαδρομών ορίζεται ως το άθροισμα των παραγόντων συσχέτισης καθενός ζεύγους του συνόλου.



Σχήμα 2.6: (a) Οι δύο ανεξαρτήτων κόμβων διαδρομές είναι ασυσχέτιστες. (b) Οι δύο ανεξαρτήτων κόμβων διαδρομές έχουν παράγοντα συσχέτισης $\eta=7$.

Ο παράγοντας συσχέτισης αποτελεί σημαντικό στοιχείο που επηρεάζει την επίδοση της δρομολόγησης. Οι Kui Wu και Janelle Harms [9] μελέτησαν αυτή την επίδραση. Θεωρώντας στατικές τοπολογίες και ένα κοινό κανάλι για το φάσμα του οποίου ανταγωνίζονται οι κόμβοι (hosts), προσομοίωσαν το δίκτυο για συγκεκριμένους παράγοντες συσχέτισης και μέτρησαν τη μέση από-άκρο-σε-άκρο καθυστέρηση. Η ύπαρξη κοινού καναλιού έχει ως αποτέλεσμα, για παράδειγμα στο Σχήμα 2.6(b), αν ο S μεταδίδει στον a, ο d να μην μπορεί να στείλει στον e, διότι οι δύο εκπομπές συγκρούονται στον κόμβο a. Τα αποτελέσματα των προσομοιώσεων έδειξαν ότι η μέση καθυστέρηση αυξάνεται όσο αυξάνεται ο παράγοντας συσχέτισης, διότι αυξάνεται η πιθανότητα να υπάρχουν παρεμβολές μεταξύ των διαδρομών (βλ. Σχήμα 2.7). Ακόμη, παρατηρήθηκε ότι με την αύξηση του παράγοντα συσχέτισης, η διαφορά

μεταξύ των μέσων καθυστερήσεων των δύο διαδρομών αυξάνεται, παρά το ίδιο μήκος και φορτίο που δρομολογείται. Αυτό συμβαίνει διότι η εκχώρηση της κίνησης δεν γίνεται ταυτόχρονα στις διαδρομές αλλά υπάρχει μια μικρή καθυστέρηση. Επομένως, τα πακέτα που αποστέλλονται νωρίτερα έχουν μεγαλύτερη πιθανότητα να καταλάβουν το κανάλι (βλ. Σχήμα 2.7).



Σχήμα 2.7: Όσο αυξάνεται ο παράγοντας συσχέτισης, τόσο αυξάνεται και η διαφορά στη μέση καθυστέρηση μεταξύ των διαδρομών. Αναφορά στο σχήμα 2.6 (b).

2.4.2 Αξιοπιστία σε συσχετισμένες διαδρομές

Όπως δείχθηκε προηγουμένως, δύο συσχετισμένες διαδρομές με ανεξάρτητους κόμβους μπορούν να θεωρηθούν πλέον αξιόπιστες παρά την καθυστέρηση που εισάγουν.

Οι Mark Mosko et al. [8] μελέτησαν την πολυδιαδρομική δρομολόγηση στα δίκτυα πλέγματος. Στο θεωρητικό μέρος της μελέτης τους θεώρησαν δίκτυα όπως αυτά του Σχήματος 2.8, το δίκτυο a που αποτελείται από ανεξάρτητες μεταξύ τους διαδρομές και το b του οποίου οι διαδρομές είναι συσχετισμένες και σχηματίζουν πλέγμα (mesh). Με την υπόθεση ότι η πιθανότητα λειτουργίας κάθε ζεύξης είναι p και ότι για τη δρομολόγηση ενδιαφέρει το ελαχίστου μεγέθους σύνολο διαδρομών χωρίς βρόχους (loop-free) (θα χρησιμοποιείται ο όρος minpaths για ευκολία) μεταξύ των κόμβων S και T, υπολογίζονται τα πολυώνυμα αξιοπιστία, με χρήση της Boolean άλγεβρας:

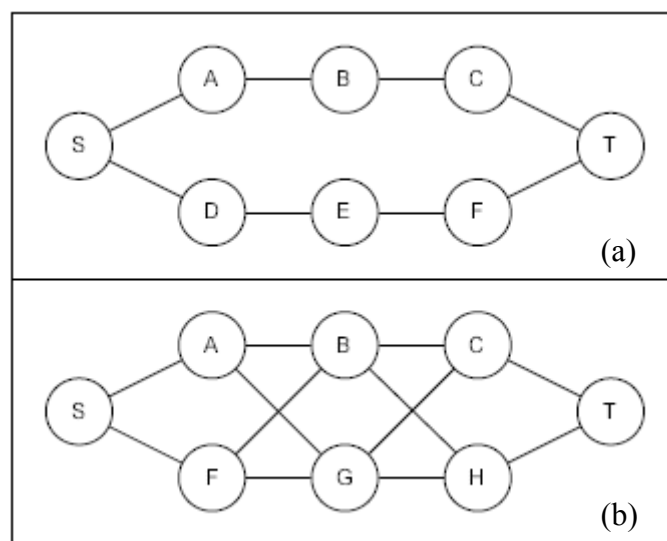
Αν P_1, \dots, P_h είναι η απαρίθμηση των διαδρομών, και E_i το ενδεχόμενο η διαδρομή P_i να λειτουργεί, τότε σύμφωνα με τη διατύπωση του Boole, για την αξιοπιστία των γεγονότων D_i ισχύει,

$$D_1 = E_1, \text{ και}$$

$$D_i = \overline{E_1} \cap \overline{E_2} \cap \dots \cap \overline{E_{i-1}} \cap E_i$$

Επομένως, η ολική αξιοπιστία είναι:

$$REL(G) = \sum_{i=1}^h \text{Pr ob}[D_i] \quad (2.1)$$



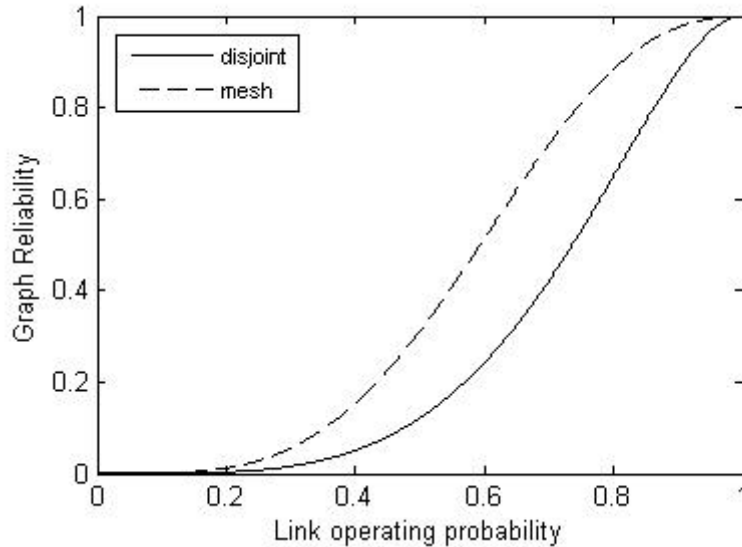
Σχήμα 2.8

Τα πολυώνυμα αξιοπιστίας προκύπτουν:

$$REL(disj) = 2p^4 - p^8$$

$$REL(mesh) = 2p^4 - p^8 + (6p^4 - 12p^6 - 8p^7 + 15p^8 + 12p^9 - 20p^{10} + 8p^{11} - p^{12})$$

Το δίκτυο (a) του Σχήματος 2.8 αποτελείται από δύο διαδρομές που ικανοποιούν τις υποθέσεις, το $\{s, a, b, c, t\}$ και το κατοπτρικό του, ενώ το δίκτυο (b) του Σχήματος 2.8 αποτελείται από οκτώ διαδρομές, τις $\{s, a, b, c, t\}$, $\{s, a, b, h, t\}$, $\{s, a, g, h, t\}$, $\{s, a, g, c, t\}$ και τις κατοπτρικές τους. Στο διάγραμμα που ακολουθεί παρουσιάζεται η υπεροχή της πλεγματικής (mesh) δρομολόγησης σε σχέση με την ανεξάρτητη (disjoint) δρομολόγηση για τα συγκεκριμένα δίκτυα.

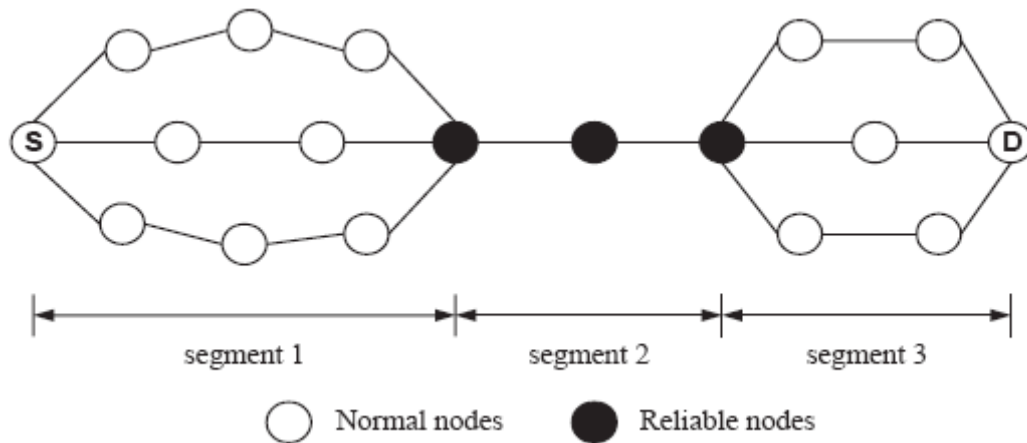


Σχήμα 2.9: Διάγραμμα αξιοπιστίας για τα δύο είδη δρομολόγησης του Σχήματος 2.8.

Στη γενική περίπτωση παρατηρείται ότι η αύξηση των σε λειτουργία minpaths οδηγεί στην αύξηση της αξιοπιστίας της δρομολόγησης. Σημειώνεται, όμως, ότι η βελτίωση της αξιοπιστίας μπορεί να είναι οριακή.

2.5 Χρήση υβριδικού δικτύου για βελτίωση της αξιοπιστίας

Σε ένα δίκτυο μπορεί να είναι δύσκολο να προσδιοριστούν οι διαδρομές ανεξαρτήτων κόμβων ώστε να παρέχεται η απαραίτητη αξιοπιστία και ανοχή στα λάθη. Ωστόσο, ορισμένα δίκτυα μπορεί να περιλαμβάνουν ετερογενείς κόμβους, δηλαδή κάποιοι κόμβοι να είναι πλέον αξιόπιστοι από άλλους. Το γεγονός αυτό μπορεί να αξιοποιηθεί για τη δημιουργία αξιόπιστων διαδρομών. Μια διαδρομή μπορεί να είναι αξιόπιστη είτε όταν ορίζεται μέσω αξιόπιστων κόμβων, είτε όταν υπάρχουν διαδρομές ανεξαρτήτων κόμβων μεταξύ των αξιόπιστων κόμβων. Συγκεκριμένα, μια αξιόπιστη διαδρομή σχηματίζεται από το συνδυασμό αξιόπιστων επιμέρους τμημάτων.



Σχήμα 2.10: Παράδειγμα για την αξιοπιστία των διαδρομών μεταξύ των S και D. Η αξιόπιστη διαδρομή σχηματίζεται από το συνδυασμό τριών αξιόπιστων τμημάτων. Το τμήμα 1 και το τμήμα 3 είναι αξιόπιστα λόγω των πολλαπλών ανεξάρτητων διαδρομών μεταξύ των ακραίων κόμβων. Το τμήμα 2 θεωρείται αξιόπιστο διότι αποτελείται εξ ολοκλήρου από αξιόπιστους κόμβους.

Προκειμένου να υπάρχει κέρδος στην επίδοση του δικτύου, πρέπει οι αξιόπιστοι κόμβοι να μην τοποθετούνται κατά τυχαίο τρόπο, ιδιαίτερα όταν οι κόμβοι αυτοί είναι λίγοι. Είναι γενικά δύσκολο να βρεθούν πολλαπλές ανεξάρτητες διαδρομές μεταξύ δύο κόμβων, αφού μπορεί να υπάρχουν αραιές περιοχές μεταξύ των κόμβων. Σε τέτοιες περιπτώσεις, πρέπει να τοποθετούνται αξιόπιστοι κόμβοι που θα παρέχουν αξιόπιστες διαδρομές. Γενικός σκοπός είναι να τοποθετηθούν οι αξιόπιστοι κόμβοι με τέτοιο τρόπο ώστε η πιθανότητα να υπάρχει μια αξιόπιστη διαδρομή μεταξύ δύο τυχαίων κόμβων να μεγιστοποιείται. Οι αξιόπιστοι κόμβοι πρέπει να συγκεντρώνουν πληροφορίες τοπολογίας και να αποφασίζουν τη θέση που πρέπει να τοποθετηθούν. Εξαιτίας της κινητικότητας των κόμβων, οι αξιόπιστοι κόμβοι πρέπει να έχουν τη δυνατότητα να αλλάζουν τη θέση τους. Συνεπώς, πρέπει να είναι ταχύτεροι από τους κοινούς κόμβους ώστε να προσαρμόζονται έγκαιρα στην κινητικότητα των υπολοίπων. Αποτελέσματα μελετών έχουν δείξει ότι η τοποθέτηση λίγων αξιόπιστων κόμβων (10% του συνολικού αριθμού των κόμβων) μπορεί να αυξήσει την πιθανότητα δημιουργίας αξιόπιστων διαδρομών μεταξύ τυχαίων κόμβων.

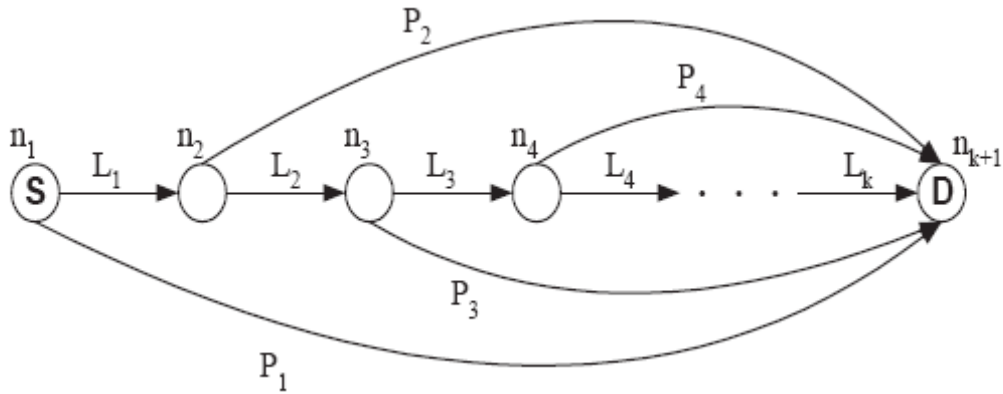
2.6 Άλλα θέματα και αλγόριθμοι πολυδιαδρομικής δρομολόγησης

2.6.1 Διάσωση πακέτων (Packet Salvaging) για ανοχή στις δυσλειτουργίες

Στη περίπτωση όπου χρησιμοποιούνται πολλαπλές διαδρομές για να επιτευχθεί ανοχή στις δυσλειτουργίες όταν η πηγή δεν μπορεί να στείλει πακέτα λόγω κάποιας αστοχίας σε μια διαδρομή, τότε τα πακέτα θα δρομολογηθούν μέσω εναλλακτικής

διαδρομής. Ωστόσο, αν μόνο η πηγή διατηρεί πολλαπλές διαδρομές προς τον προορισμό, μια αστοχία στη διαδρομή θα έχει ως αποτέλεσμα τη μετάδοση ενός RERR από ένα ενδιάμεσο κόμβο μέχρι τη πηγή, και στη συνέχεια τη χρήση εναλλακτικής διαδρομής. Η μέθοδος της διάσωσης πακέτων επιτρέπει στους ενδιάμεσους κόμβους να διαθέτουν και αυτοί πολλαπλές διαδρομές μέχρι τον προορισμό. Επομένως, ένα RERR ταξιδεύει προς την πηγή μέχρι να συναντήσει κάποιο ενδιάμεσο κόμβο ο οποίος θα μπορεί να αναλάβει τη δρομολόγηση του πακέτου προς τον προορισμό μέσω εναλλακτικής διαδρομής. Προφανώς, το μοντέλο αυτό μειώνει την καθυστέρηση ανεύρεσης μιας νέας διαδρομής.

Μια επέκταση του DSR σε σχήμα πολυδιαδρομικής δρομολόγησης που εφαρμόζει τη μέθοδο της διάσωσης πακέτων παρουσιάζεται στη συνέχεια. Στο μοντέλο αυτό, η διαδρομή που ακολούθησε το πρώτο RREQ που φθάνει στο προορισμό επιλέγεται ως η κύρια διαδρομή. Έπειτα, ο κόμβος προορισμού παρέχει σε κάθε ενδιάμεσο κόμβο της κυρίως διαδρομής, μια διαδρομή ανεξαρτήτων συνδέσεων προς τον προορισμό. Προκειμένου να επιτευχθεί αυτό, ο προορισμός αποστέλλει RREP για το ληφθέν RREQ κατευθείαν σε κάθε ενδιάμεσο κόμβο από τον οποίο ταξίδεψε το RREQ αντί να αποστείλει στην πηγή. Είναι πιθανό να μη λάβουν όλοι οι ενδιάμεσοι κόμβοι μια εναλλακτική διαδρομή προς την πηγή. Το μοντέλο αυτό φαίνεται στο Σχήμα 2.11. Όποτε ένας ενδιάμεσος κόμβος κατά μήκος της κυρίως διαδρομής αποτύχει να προωθήσει ένα πακέτο στον επόμενο κόμβο λόγω διακοπής της αντίστοιχης ζεύξης, χρησιμοποιεί την εναλλακτική διαδρομή. Για παράδειγμα, στο Σχήμα 2.11, αν η ζεύξη L_i διακοπεί, ο κόμβος n_i θα αντικαταστήσει τα L_i μέχρι L_k στην επικεφαλίδα του πακέτου με το P_i . Όταν μια ζεύξη κατά μήκος του P_i αποτύχει, αποστέλλεται ένα πακέτο RERR προς την πηγή (κατά την κατεύθυνση upstream). Όταν αυτό φθάσει στο κόμβο n_{i-1} , η δρομολόγηση γίνεται από το μονοπάτι P_{i-1} . Επομένως, οι ενδιάμεσοι κόμβοι είναι υπεύθυνοι για την αλλαγή των επικεφαλίδων των πακέτων ώστε η δρομολόγηση να γίνεται μέσω εναλλακτικών διαδρομών. Όταν η πηγή λάβει ένα πακέτο RERR σημαίνει ότι όλες οι εναλλακτικές διαδρομές έχουν αποτύχει και, συνεπώς, πρέπει να ξεκινήσει μια νέα διαδικασία ανεύρεσης διαδρομών.



Σχήμα 2.11: Κάθε ενδιάμεσος κόμβος στην κυρίως διαδρομή γνωρίζει μια εναλλακτική διαδρομή προς τον προορισμό. Το μοντέλο αυτό χρησιμοποιεί μία διαδρομή κάθε φορά για να δρομολογήσει τα πακέτα. Οι εναλλακτικές διαδρομές χρησιμοποιούνται όταν η τρέχουσα αποτύχει.

2.6.2 Ασφάλεια με χρήση πολυδιαδρομικής δρομολόγησης

Το θέμα της ασφάλειας στα δίκτυα έχει συχνά απασχολήσει τους ερευνητές και έχουν προταθεί αρκετές ιδέες για την επίτευξή της, μια εκ των οποίων είναι και η πολυδιαδρομική δρομολόγηση. Αποδεικνύεται ότι η εκμετάλλευση των πολλαπλών διαδρομών από την πηγή προς τον προορισμό οδηγεί στην εμπιστευτικότητα των δεδομένων, και συνεπώς στην ασφάλεια της επικοινωνίας.

Ένας αλγόριθμος που χρησιμοποιείται για ασφαλή δρομολόγηση είναι ο Multipath TCP Security (MTS), σύμφωνα με τον οποίο η πηγή επιλέγει τις διαθέσιμες διαδρομές προσαρμοστικά αντί να ελέγχει διεξοδικά τις ήδη αποθηκευμένες διαδρομές. Τα αποτελέσματα των προσομοιώσεων δείχνουν ότι ο αλγόριθμος παρέχει ένα καλό επίπεδο ασφάλειας και επίδοσης. Σε σχέση με τον AODV και τον DSR, ο MTS διαθέτει ένα μεγαλύτερο αριθμό κόμβων που συμμετέχουν στη δρομολόγηση και ένα μεγαλύτερο λόγο υποκλοπών. Τέλος, μια σύγκριση μεταξύ των τριών αυτών αλγορίθμων ως προς τη μέση από-άκρο-σε-άκρο καθυστέρηση δείχνει ότι για ταχύτητες πέραν του 1.7 m/s, η καθυστέρηση στον MTS πέφτει με ταχύ ρυθμό και αποδίδει καλύτερα σε σχέση με τους άλλους δύο.

Όμως, εκτός από το επίπεδο μεταφοράς, η ασφάλεια μπορεί να χρησιμοποιεί και το φυσικό επίπεδο. Ένα απόρρητο μήνυμα – πληροφορία τεμαχίζεται σε πολλά μέρη, τα οποία παραδίδονται στον προορισμό από διαφορετικές ανεξάρτητες μεταξύ τους διαδρομές. Κατ' αυτόν τον τρόπο, μειώνεται η πιθανότητα να υποκλαπεί το μήνυμα. Όμως στην εφαρμογή αυτή, μειονέκτημα αποτελεί το ότι υπάρχουν περισσότερες

συγκρούσεις ανάμεσα σε συσχετισμένες διαδρομές με αποτέλεσμα να μειώνεται η επίδοση του δικτύου, όπως ο ρυθμός παράδοσης πακέτων (packet delivery ratio).

2.6.3 Πολυδιαδρομική δρομολόγηση σε WMN

Η δρομολόγηση στα ασύρματα δίκτυα πλέγματος απαιτεί μια διαφορετική προσέγγιση σε σχέση με τα συμβατικά (ad hoc) ασύρματα δίκτυα, λόγω του σταθερού δικτύου κορμού. Στην συνέχεια, παρουσιάζονται δύο ευρείες περιοχές έρευνας που αφορούν τη βελτίωση της επίδοσης της δρομολόγησης στην πλεγματική υποδομή.

2.6.3.1 Πολλαπλές ραδιοεπικοινωνίες και πολλαπλά κανάλια

Όσο το κόστος του hardware μειώνεται, οι τεχνολογίες πολλαπλών ραδιοεπικοινωνιών και πολλαπλών καναλιών αρχίζουν να θεωρούνται βιώσιμη λύση για τη βελτίωση σε ζητήματα σχετικά με τη χωρητικότητα της ζεύξης και την αξιοπιστία. Επιπλέον, λόγω του ότι οι δρομολογητές πλέγματος έχουν μικρότερο κόστος και λιγότερους περιορισμούς σε ενέργεια και πόρους σε σχέση με τους κόμβους στα ad hoc δίκτυα, η εφαρμογή αυτών των τεχνολογιών στα WMN παρουσιάζεται αρκετά ελκυστική.

Έχουν γίνει πολλές μελέτες ως προς τη χρήση της τεχνολογίας αυτής. Ορισμένες από αυτές εισάγουν ένα νέο κριτήριο δρομολόγησης (metric), το Weighted Cumulative ETT (WCETT) που επινοήθηκε για να επιλέγει διαδρομές διαφορετικών καναλιών. Το κριτήριο βασίζεται στον αναμενόμενο χρόνο εκπομπής (ETT), μια συνάρτηση του ποσοστού απωλειών (loss rate) και του εύρους ζώνης της ζεύξης, και υπολογίζει ένα σταθμισμένο μέσο όρο των ETT των συνδέσεων κατά μήκος των διαφόρων διαδρομών.

Το κριτήριο WCETT, αφορά την επιλογή μιας διαδρομής. Για τη δρομολόγηση πολλαπλών διαδρομών απαιτείται το Channel Aware Multipath (CAM) που εξετάζει τόσο το WCETT μιας απλής διαδρομής όσο και τις παρεμβολές μεταξύ των διαδρομών ώστε να μειώνεται η σύζευξη μεταξύ τους (route coupling).

Όλες οι μελέτες που έχουν γίνει λαμβάνουν τις μετρήσεις στο δίκτυο ως κριτήρια για την επιλογή διαδρομών. Αν και επιτυγχάνεται αύξηση στη διαφοροποίηση καναλιού

(channel diversity), αγνοείται η χωρική διαφοροποίηση (spatial diversity), με αποτέλεσμα να υπάρχουν πιθανά προβλήματα στην αξιοπιστία [11]. Μια λύση σε αυτό αποτελεί η περαιτέρω μελέτη των αλγορίθμων που περιλαμβάνουν τοπολογική ανεξαρτησία και πολυκαναλικά κριτήρια δρομολόγησης.

2.6.3.2 Γεωγραφική δρομολόγηση (Geographic Routing)

Τα πρωτόκολλα γεωγραφικής δρομολόγησης χρησιμοποιούν πληροφορίες θέσης, όπως οι γεωγραφικές συντεταγμένες, για να προωθούν τα πακέτα. Με βάση τις θέσεις της πηγής, του προορισμού και των γειτονικών κόμβων, ο αλγόριθμος αποφασίζει προς τα πού θα γίνει η προώθηση των πακέτων. Συνήθως τα πρωτόκολλα γεωγραφικής δρομολόγησης είναι κλιμακώσιμα, αφού δεν ανταλλάσσονται σχεδόν καθόλου πληροφορίες δρομολόγησης στο δίκτυο. Εντούτοις, πριν ξεκινήσει η δρομολόγηση, η πηγή πρέπει να γνωρίζει την θέση του προορισμού. Συνεπώς, η ύπαρξη μιας αποδοτικής και προσαρμοστικής υπηρεσίας εντοπισμού έχει καθοριστικό ρόλο για την επίδοση της δρομολόγησης.

Στο δίκτυο κορμού των WMN, που αποτελείται από σταθερούς κόμβους, δεν υπάρχει ανάγκη για συχνές ενημερώσεις θέσης. Κατ' αυτόν τον τρόπο, η λειτουργία εντοπισμού δεν σχετίζεται με την επίδοση της δρομολόγησης. Εντούτοις, η πολυδιαδρομική δρομολόγηση μπορεί να ωφεληθεί από τη χρήση γεωγραφικής δρομολόγησης δεδομένου ότι η υπηρεσία εντοπισμού μπορεί να σχηματίζει μια ακριβέστερη τοπολογία του δικτύου και να εντοπισθούν με μεγαλύτερη ευκολία οι ανεξάρτητες μεταξύ τους διαδρομές.

2.6.4 Πρωτόκολλα δρομολόγησης

Τα περισσότερα πρωτόκολλα δρομολόγησης που χρησιμοποιούνται, όπως το RIP (Routing Information Protocol), το EIGP (Extreme Interior Gateway Protocol) και το OSPF (Open Shortest Path First), χρησιμοποιούν ανεπαρκώς το διαθέσιμο εύρος ζώνης. Για το πρόβλημα αυτό έχουν προταθεί διάφορες βελτιώσεις των υπαρχόντων πρωτοκόλλων. Σε γενικές γραμμές, η αποδοτικότητα ενός πρωτοκόλλου δρομολόγησης εξαρτάται από την αποδοτική κατασκευή του γράφου δρομολόγησης. Συνεπώς, πρέπει να λαμβάνονται υπόψη η συνδεσιμότητα και η απουσία βρόχων.

Ένας γενικός διαχωρισμός των πρωτοκόλλων δρομολόγησης που εφαρμόζεται και στα MANET έχει ως εξής:

- Επίπεδα Πρωτόκολλα (Flat Routing Protocols)
 - Προληπτικά πρωτόκολλα (Proactive Routing (Table – Driven))
 - Αντιδραστικά πρωτόκολλα (Reactive Routing (On – Demand))
 - Υβριδικά πρωτόκολλα (Hybrid Routing (συνδυασμός των ανωτέρω))
- Ιεραρχικά Πρωτόκολλα (Hierarchical Routing Protocols)
- Πρωτόκολλα Γεωγραφικής Θέσης (Geographic Position Assisted Routing Protocols)
- Πρωτόκολλα Εξοικονόμησης Ενέργειας (Power – Aware Routing Protocols)
- Πρωτόκολλα Ασφάλειας (Security – Aware Routing Protocols)
- Πρωτόκολλα Πλημμύρας (Routing Protocols with Efficient Flooding Mechanisms)
- Πρωτόκολλα πολυεκπομπής (Multicasting Routing Protocols)
 - Γεωγραφική πολυεκπομπή (Geographical Multicast (Geocasting))
 - Βασισμένα σε δένδρο (Tree – Based)
 - Βασισμένα σε πλέγμα (Mesh – Based)
 - Δρομολόγηση ζώνης (Zone Routing)
 - Βασισμένα σε συνεργασία (Associativity – Based)
 - Διαφορικού προορισμού (Differential – Destination)
 - Βασισμένα σε βάρη (Weight – Based)
 - Προτιμητέου συνδέσμου (Preferred Link – Based)

Όλα τα πρωτόκολλα δρομολόγησης βασίζονται είτε σε αλγορίθμους διανύσματος θέσης είτε σε αλγορίθμους κατάστασης ζεύξης καθώς και σε επιπλέον χαρακτηριστικά που βοηθούν τη λειτουργία τους. Οι στόχοι των πρωτοκόλλων μπορούν να συνοψιστούν στα εξής:

- Ελαχιστοποίηση της επιβάρυνσης λόγω ελέγχου.
- Ελαχιστοποίηση της υπολογιστικής επιβάρυνσης.
- Ικανότητα για δρομολόγηση πολλαπλών βημάτων.
- Διατήρηση της δυναμικής τοπολογίας.
- Αποφυγή βρόχων.

Στη συνέχεια, αναφέρονται ορισμένα πρωτόκολλα δρομολόγησης που αποτελούν επεκτάσεις υπαρχόντων, καθώς και άλλα που βρίσκονται ακόμη σε ερευνητικό στάδιο.

2.6.4.1 Πρωτόκολλα βασισμένα στο DSR

Split Multipath Routing (SMR)

Το SMR είναι ένα κατά παραγγελία πρωτόκολλο πολυδιαδρομικής δρομολόγησης. Είναι παρόμοιο με το DSR και βασίζεται στη δημιουργία μεγίστης-ανεξαρτησίας διαδρομών, τα οποία αποφασίζονται από τον προορισμό με βάση τα πακέτα RREQ. Στο SMR η δρομολόγηση της κίνησης γίνεται ταυτόχρονα στις μεγίστης-ανεξαρτησίας διαδρομές, με χρήση της ανά πακέτο αναλυτικότητας. Οι ενδιάμεσοι κόμβοι δεν απαντούν στα RREQ, ακόμη και όταν διαθέτουν διαδρομές προς τον προορισμό. Αντίθετα, προωθούν τα RREQ που λαμβάνουν από διαφορετικές ζεύξεις των οποίων ο μετρητής βημάτων (hop count) δεν είναι μεγαλύτερος από τα προηγουμένως ληφθέντα RREQ. Αποτέλεσμα αυτού είναι η αύξηση του αριθμού των διαδρομών που λαμβάνει ο δέκτης με ταυτόχρονη, όμως αύξηση και της επιβάρυνσης λόγω ελέγχου του δικτύου. Το πρωτόκολλο που προτάθηκε υποστήριζε την επιλογή δύο μόνο διαδρομών. Όμως είναι δυνατό να επεκταθεί και για την επιλογή περισσότερων. Σύμφωνα με τον αλγόριθμο, ο προορισμός αποστέλλει ένα πακέτο RREP ως απάντηση του πρώτου RREQ που λαμβάνει, το οποίο αντιστοιχεί στη διαδρομή με τη μικρότερη καθυστέρηση. Έπειτα, ο προορισμός περιμένει την άφιξη και άλλων RREQ από τα οποία αποφασίζει τη μεγίστης-ανεξαρτησίας διαδρομή σε σχέση με την πρώτη. Αν υπάρχουν περισσότερες από μια τέτοιες διαδρομές, επιλέγεται αυτή με το μικρότερο αριθμό βημάτων. Αν υπάρχουν περισσότερες από μια διαδρομές με τον ίδιο αριθμό βημάτων, επιλέγεται η διαδρομή της οποίας το RREQ λήφθηκε πρώτο. Σε κάθε περίπτωση, ο κόμβος προορισμού αποστέλλει στην πηγή RREP για το επιλεγμένο RREQ.

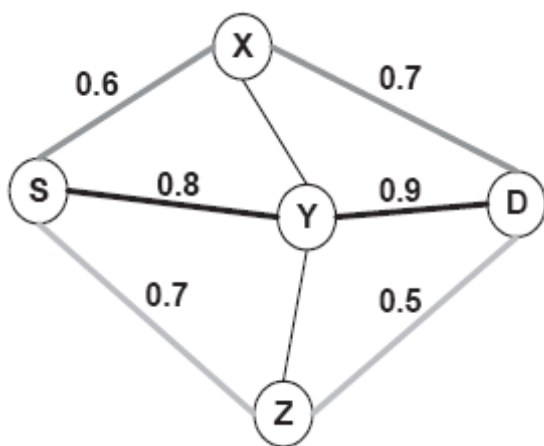
Όταν μια διαδρομή αποτύχει, αφαιρείται κάθε καταχώρηση, ανεξαρτήτως προορισμού, στον πίνακα δρομολόγησης της πηγής που μοιράζεται ίδιους ενδιάμεσους κόμβους με την διαδρομή που απέτυχε. Στη συνέχεια, αν η εναλλακτική διαδρομή συνεχίζει να ισχύει, η κίνηση θα δρομολογηθεί είτε μέσω αυτής είτε θα ξεκινήσει μια καινούργια διαδικασία ανεύρεσης νέων διαδρομών.

MP-DSR

Το MP-DSR σχεδιάστηκε με στόχο την ικανοποίηση QoS υπηρεσιών, και παρέχει από-άκρο-σε-άκρο αξιοπιστία ως κριτήριο QoS. Η από-άκρο-σε-άκρο αξιοπιστία ορίζεται ως η πιθανότητα να υπάρξει επιτυχημένη μετάδοση δεδομένων μεταξύ δύο κινητών κόμβων μέσα σε ένα χρονικό παράθυρο από t_0 σε $t_0 + t$, δηλαδή:

$$P(t) = 1 - \prod_{k \in K} (1 - p(k, t)) \quad (2.2)$$

όπου K είναι ένα σύνολο από διαδρομές ανεξαρτήτων κόμβων από την πηγή προς τον προορισμό, $p(k, t)$ είναι η αξιοπιστία της k διαδρομής, ίσης με το γινόμενο των διαθεσιμότητων των ζεύξεων κατά τη διαδρομή k .



$$P_{SXD} = 0.6 \times 0.7 = 0.42$$

$$P_{SYD} = 0.8 \times 0.9 = 0.72$$

$$P_{SZD} = 0.7 \times 0.5 = 0.35$$

$$\begin{aligned} \text{End-to-end reliability} \\ &= 1 - (0.58 \times 0.28 \times 0.65) \\ &= 0.89 \end{aligned}$$

Σχήμα 2.12: Παράδειγμα υπολογισμού της από-άκρο-σε-άκρο αξιοπιστίας, δεδομένης της διαθεσιμότητας κάθε διαδρομής, σε περίπτωση δρομολόγησης με χρήση διαδρομών με ανεξάρτητους κόμβους. Επισημαίνεται ότι η από-άκρο-σε-άκρο αξιοπιστία είναι μεγαλύτερη από την αξιοπιστία κάθε διαδρομής ξεχωριστά.

Επομένως, $P(t)$ είναι η πιθανότητα μια τουλάχιστον διαδρομή να παραμένει συνδεδεμένη για χρονικό διάστημα όσο το χρονικό παράθυρο t . Γνωρίζοντας την απαιτούμενη από-άκρο-σε-άκρο αξιοπιστία, το πρωτόκολλο αποφασίζει τον αριθμό των διαδρομών m_0 που θα απαιτηθούν, καθένα εκ των οποίων πρέπει να διαθέτει ένα ελάχιστο απαιτούμενο επίπεδο αξιοπιστίας. Η διαδικασία εύρεσης διαδρομών ξεκινά από την πηγή που αποστέλλει m_0 μηνύματα RREQ. Όταν ένας ενδιάμεσος κόμβος λάβει ένα RREQ ελέγχει αν η αξιοπιστία της διαδρομής που έχει ακολουθήσει το πακέτο εξακολουθεί να ικανοποιεί την απαιτούμενη αξιοπιστία. Σε τέτοια περίπτωση το μήνυμα προωθείται το πολύ σε m_0 γειτονικούς κόμβους, ενώ σε διαφορετική περίπτωση απορρίπτεται. Ο προορισμός δέχεται όλα τα RREQ πακέτα και διαλέγει

ένα σύνολο από διαδρομές με ανεξάρτητους κόμβους που ικανοποιούν το κριτήριο αξιοπιστίας. Έπειτα, αποστέλλεται ένα πακέτο RREP σε κάθε διαδρομή που επιλέχτηκε πίσω στη πηγή, και ξεκινάει η δρομολόγηση των δεδομένων. Σημειώνεται ότι το σύνολο των διαδρομών με ανεξάρτητους κόμβους δεν είναι απαραίτητα το βέλτιστο, αλλά επιλέγεται ο πρώτος συνδυασμός που ικανοποιεί το κριτήριο.

Το MP-DSR ελέγχει περιοδικά την αξιοπιστία των διαδρομών ώστε να επιβεβαιώνεται η ποιότητα της επικοινωνίας. Όταν το χρονικό παράθυρο εκπνεύσει, η πηγή αποστέλλει μηνύματα ελέγχου κατά μήκος των διαδρομών ώστε να συλλέξει τις τιμές της αξιοπιστίας. Ο προορισμός απαντάει στα μηνύματα αυτά οπότε η πηγή ελέγχοντας τις απαντήσεις, αποφασίζει ποιες διαδρομές ικανοποιούν το κριτήριο αξιοπιστίας με κάποιο επίπεδο ανοχής. Μια νέα διαδικασία εύρεσης δρόμων ξεκινάει είτε όταν η αξιοπιστία δεν κρίνεται πλέον αποδεκτή είτε όταν αποτύχουν όλες οι διαδρομές. Ένα πλεονέκτημα του MP-DSR αποτελεί το ότι τα QoS χαρακτηριστικά συλλέγονται από τις τοπικές πληροφορίες των ενδιάμεσων κόμβων οπότε δεν χρειάζεται καθολική γνώση του δικτύου.

2.6.4.2 Πρωτόκολλα βασισμένα στο AODV

Ad hoc On-demand Multipath Distance Vector Algorithm (AOMDV)

Ο AOMDV αποτελεί επέκταση του γνωστού AODV για τον υπολογισμό πολλαπλών διαδρομών ανεξαρτήτων συνδέσεων χωρίς βρόχους. Για την πολυδιαδρομική δρομολόγηση χρησιμοποιούνται πίνακες δρομολόγησης που περιλαμβάνουν έναν κατάλογο με τις διαδρομές για κάθε προορισμό (επόμενος κόμβος και αντίστοιχος αριθμός βημάτων). Όλες οι διαδρομές προς τον ίδιο προορισμό χρησιμοποιούν τον ίδιο αύξοντα αριθμό (sequence number). Ο αλγόριθμος χρησιμοποιεί τον αριθμό των βημάτων για να αντιμετωπίσει το πρόβλημα της δημιουργίας βρόχων. Το πεδίο αυτό στον πίνακα δρομολόγησης περιέχει το μήκος της μεγαλύτερης διαδρομής για ένα συγκεκριμένο αύξοντα αριθμό προορισμού, και παίρνει την τιμή αυτή κατά την αρχικοποίηση με την πρώτη διαφήμιση για το συγκεκριμένο αύξοντα αριθμό. Αυτός είναι ο αριθμός βημάτων που χρησιμοποιείται για να αποστέλλονται οι διαφημίσεις διαδρομών του προορισμού. Κάθε αντίγραφο της διαφήμισης διαδρομής που λαμβάνεται από ένα κόμβο ορίζει μια εναλλακτική διαδρομή προς τον προορισμό. Για να αποφευχθεί η δημιουργία βρόχων, ένας κόμβος δέχεται μια εναλλακτική

διαδρομή προς τον προορισμό μόνο όταν ο αριθμός βημάτων προς τον προορισμό είναι μικρότερος από το διαφημισμένο αριθμό βημάτων για το συγκεκριμένο προορισμό. Επειδή χρησιμοποιείται ο αριθμός βημάτων της μεγαλύτερης διαδρομής (μέγιστος αριθμός βημάτων), ο διαφημισμένος αριθμός βημάτων δεν αλλάζει για τον ίδιο αύξοντα αριθμό. Όταν λαμβάνεται μια διαφήμιση για μια διαδρομή με μεγαλύτερο αύξοντα αριθμό, η προηγούμενη καταχώριση στο πίνακα διαγράφεται και αντικαθίσταται με τη νέα διαδρομή.

Ο AOMDV χρησιμοποιείται για την εύρεση διαδρομών με ανεξάρτητους κόμβους ή συνδέσμους. Για την εύρεση των ανεξαρτήτων-κόμβων διαδρομών, κάθε κόμβος δεν απορρίπτει αμέσως τα διπλά RREQ πακέτα. Κάθε RREQ που φθάνει από διαφορετικό γείτονα της πηγής ορίζει μια διαδρομή ανεξαρτήτων κόμβων. Αυτό συμβαίνει διότι οι κόμβοι δεν μπορούν να εκπέμψουν (broadcast) διπλά RREQ. Έτσι, οποιαδήποτε δύο RREQ που φθάνουν σε ένα ενδιάμεσο κόμβο από διαφορετικούς γείτονες της πηγής δεν μπορεί να έχουν ταξιδέψει από κοινό κόμβο. Για την επίτευξη διαδρομών με ανεξάρτητες συνδέσεις, ο προορισμός απαντά στα διπλά RREQ ασχέτως του πρώτου βήματος τους. Για την εξασφάλιση της ανεξαρτησίας των συνδέσεων στο πρώτο βήμα του RREP πακέτου, ο προορισμός απαντάει μόνο σε RREQ που λαμβάνονται από διαφορετικούς γείτονες. Μετά το πρώτο βήμα, τα RREP πακέτα ακολουθούν τις αντίστροφες διαδρομές, που έχουν ανεξάρτητους κόμβους και, επομένως, και ανεξάρτητες συνδέσεις. Οι πορείες καθενός RREP μπορεί να τέμνονται σε κάποιο ενδιάμεσο κόμβο αλλά κάθε πακέτο ακολουθεί διαφορετική αντίστροφη διαδρομή προς την πηγή, ώστε να διασφαλίζεται η ανεξαρτησία των συνδέσεων.

Ad hoc On-demand Distance Vector Multipath (AODVM)

Το AODVM αποτελεί επέκταση του AODV για την εύρεση πολλαπλών διαδρομών ανεξαρτήτων κόμβων. Οι ενδιάμεσοι κόμβοι δεν επιτρέπεται να στείλουν RREP κατευθείαν στην πηγή και δεν απορρίπτουν τα διπλά RREQ. Αντίθετα, καταγράφουν σε ένα πίνακα “RREQ table” όλα τα RREQ μηνύματα που λαμβάνουν. Ο προορισμός από την πλευρά του, για κάθε RREQ που λαμβάνει αποστέλλει RREP. Οι ενδιάμεσοι κόμβοι προωθούν τα πακέτα RREP στους γειτονικούς κόμβους, που σύμφωνα με την καταχώριση στον πίνακα “RREQ table”, ανήκουν στη διαδρομή που απέχει λιγότερο

από την πηγή. Επιπλέον, προκειμένου ένας κόμβος να μη συμμετέχει σε δύο διαδρομές ανεξαρτήτων κόμβων, κάθε φορά που ανιχνεύει ότι ένας γείτονάς του αποστέλλει πακέτο RREP, σβήνει την καταχώριση από τον πίνακα “RREQ table”, που περιλαμβάνει τον κόμβο αυτόν (γείτονα). Κατ’ αυτόν τον τρόπο επιτυγχάνεται η δημιουργία διαδρομών με ανεξάρτητους κόμβους.

2.6.4.3 Άλλα πρωτόκολλα πολυδιαδρομικής δρομολόγησης

Equal-cost multi-path (ECMP)

Αποτελεί τεχνική δρομολόγησης πακέτων κατά μήκος πολλαπλών διαδρομών ίσου κόστους όπου το φορτίο κατανέμεται εξίσου σε όλες τις διαδρομές με ένα σχήμα εκ περιτροπής. Το OSPF-Optimized Multi Path (OMP) χρησιμοποιεί το ECMP με μια σημαντική διαφορά. Οι πληροφορίες της κίνησης συλλέγονται με δειγματοληψία και διαφημίζονται πλημμυρίζοντας το δίκτυο με LSA (Link State Advertisement). Στη συνέχεια, αυτές οι πληροφορίες χρησιμοποιούνται για τον τοπικό διαχωρισμό του φορτίου της κίνησης.

Multiple Path Algorithm (MPA)

Ο αλγόριθμος αυτός υλοποιείται ως επέκταση του OSPF. Το MPA βρίσκει ένα μόνο υποσύνολο των πιθανών διαδρομών που ικανοποιούν το κριτήριο της απουσίας βρόχων. Σημειώνεται ότι το MPA δεν βρίσκει όλες τις χωρίς βρόχους διαδρομές προς τον προορισμό. Ο αλγόριθμος βασίζεται στην ιδέα ότι κάθε δρομολογητής θεωρεί διαδρομές με επόμενο βήμα τέτοιο ώστε το συνολικό κόστος της μικρότερης διαδρομής από το επόμενο βήμα προς τον προορισμό να είναι μικρότερο από το συνολικό κόστος της μικρότερης διαδρομής από τον τρέχοντα κόμβο (δρομολογητή) προς τον προορισμό.

Discount Shortest Path First (DSPFA)

Ο DSPFA χρησιμοποιείται για την ελαχιστοποίηση της καθυστέρησης. Με βάση τον αριθμό των διαδρομών και την ανεξαρτησία μεταξύ τους, ο αλγόριθμος επιλέγει τις διαδρομές που συμβιβάζουν ταυτόχρονα τα κριτήρια των αλγορίθμων μικρότερου – K (Shortest-K) και ανεξαρτησίας συνδέσεων. Ο αλγόριθμος βασίζεται στην ιδέα ότι υπάρχει ένα μέγιστο αποδεκτό κόστος διαδρομής C_{\max} . Υπολογίζονται οι διαδρομές ανάμεσα στους κόμβους a και b έτσι ώστε η i διαδρομή να έχει το ελάχιστο κόστος

και να είναι μικρότερη του C_{\max} . Το κόστος στη διαδρομή i υπολογίζεται προσθέτοντας την επαύξηση στο κόστος για κάθε ζεύξη στη διαδρομή j από το a έως το b , όπου $1 \leq j < i$. Η επαύξηση στο κόστος της z διαδρομής είναι $(C_{\max} - Cost(z))/Length(z)$. Ο αλγόριθμος υπολογίζει τη μικρότερη διαδρομή z από το a έως το b με κόστος C_z . Έπειτα υπολογίζεται το $C_{\max} = L \cdot C_z$, όπου το L είναι σταθερά που εξαρτάται από την εφαρμογή. Η επαύξηση στο κόστος για τη συγκεκριμένη διαδρομή είναι $Z_{incr} = (C_{\max} + 1) - C_z$. Αυτή η επαύξηση στο κόστος, δηλαδή $Z_{incr}/Length(z)$, προστίθεται ομοιόμορφα σε κάθε ζεύξη στη z διαδρομή. Η διαδικασία επαναλαμβάνεται για τον υπολογισμό των υπόλοιπων διαδρομών μέχρι να βρεθούν οι K μικρότερες διαδρομές ή να μην υπάρχουν διαδρομές με κόστος μικρότερο του C_{\max} . Στη συνέχεια τα κόστη των ζεύξεων επανέρχονται στις αρχικές τιμές και η διαδικασία επαναλαμβάνεται για διαδρομές μεταξύ άλλων κόμβων. Η πολυπλοκότητα του συγκεκριμένου αλγορίθμου είναι $O(K \cdot E \cdot \log(E))$ και είναι K φορές μεγαλύτερη από την επιλογή της μικρότερης διαδρομής σε δρομολόγηση απλής διαδρομής.

Capacity Removal Algorithm (CRA)

Ο CRA χρησιμοποιείται για τη μεγιστοποίηση του ρυθμού διέλευσης που εξαρτάται από τις μεταβαλλόμενες συνθήκες της κίνησης. Με την υπόθεση ότι η μεγαλύτερη χωρητικότητα ζεύξης συνεπάγεται μεγαλύτερο διαθέσιμο εύρος ζώνης, ο αλγόριθμος αυτός υπολογίζει τις διαδρομές ώστε να αυξήσει τη ροή της κίνησης μεταξύ των κόμβων. Όπως και στον DSPA, υπολογίζονται οι μικρότερες διαδρομές διαδοχικά και, έπειτα, μειώνεται η χωρητικότητα της διαδρομής από κάθε ζεύξη. Ο αλγόριθμος χρησιμοποιεί ένα κατώφλιο χωρητικότητας ζεύξης ώστε να αποκλείει όσες διαδρομές πέσουν κάτω από αυτό. Έτσι, για τους κόμβους a και b , η i διαδρομή είναι η ελάχιστη, με κόστος μικρότερο του C_{\max} και χωρητικότητα μεγαλύτερη από το κατώφλιο. Η χωρητικότητα της i διαδρομής υπολογίζεται αφαιρώντας τη χωρητικότητα της διαδρομής j από κάθε ζεύξη στη διαδρομή j , όπου $1 \leq j < i$. Η πολυπλοκότητα του αλγορίθμου είναι $O(K \cdot E \cdot \log(E))$.

| ΑΛΓΟΡΙΘΜΟΣ | ΣΤΟΧΟΣ | ΠΟΛΥΠΛΟΚΟΤΗΤΑ |
|------------|---|------------------------------|
| DSPA | Ελαχιστοποίηση της καθυστέρησης ➤ Λαμβάνεται υπόψη ο αριθμός των διαδρομών και η ανεξαρτησία μεταξύ τους ➤ Προτείνονται μονοπάτια που συμφωνούν με τα κριτήρια των αλγορίθμων μικρότερου – Κ και ανεξαρτησίας διαδρομών | $O(K \cdot E \cdot \log(E))$ |
| CRA | Μεγιστοποίηση ρυθμού διέλευσης ➤ Εξαρτάται από τις μεταβαλλόμενες συνθήκες της κίνησης ➤ Υπολογίζει τα μονοπάτια ώστε να αυξάνεται η ροή μεταξύ των κόμβων | $O(K \cdot E \cdot \log(E))$ |

Πίνακας 2.1: Σύγκριση των αλγορίθμων DSPA και CRA

Multipath Distance Vector Algorithm (MDVA)

Ο MDVA σχεδιάστηκε ώστε να παρέχει πολλαπλές επιλογές επόμενου βήματος για κάθε προορισμό χωρίς, όμως, να σχηματίζεται βρόχος στο γράφο δρομολόγησης. Σημαντικό πλεονέκτημα του αλγορίθμου είναι ότι αντιμετωπίζει το πρόβλημα της μέτρησης ως το άπειρο (count-to-infinity problem).

Multipath Partial Dissemination Algorithm (MPDA)

Ο MPDA ανήκει στην κατηγορία των αλγορίθμων κατάστασης ζεύξης. Χρησιμοποιεί τον PDA αλγόριθμο για να υπολογίσει τη μικρότερη απόσταση προς τον προορισμό και ενσωματώνει σε αυτόν συνθήκες LFI (Loop-Free Invariant). Στον MPDA, κάθε LSU (Link State Unit) μήνυμα που αποστέλλεται από τους δρομολογητές επιβεβαιώνεται από όλους τους γείτονές του πριν σταλεί το επόμενο LSU. Συνεπώς, ο διαχειριστικός συγχρονισμός έχει εύρος μόνο ένα βήμα.

MPATH

Γενικά, τα πρωτόκολλα δρομολόγησης χρησιμοποιούν είτε αλγορίθμους κατάστασης ζεύξης είτε αλγορίθμους διανύσματος θέσης. Το MPATH είναι ο πρώτος αλγόριθμος για πολυδιαδρομική δρομολόγηση που χρησιμοποιεί τα πρωτόκολλα κατάστασης ζεύξης σε συνδυασμό με την ταυτότητα του προτελευταίου κόμβου (του κόμβου ακριβώς πριν τον προορισμό), γνωστού και ως προγονικού κόμβου. Ο MPATH είναι ο πρώτος διερευνητικός αλγόριθμος που κατασκευάζει πολλαπλές διαδρομές χωρίς βρόγχους.

Quality Multiple Partial Algorithm (QMPDA)

Ο QMPDA ανήκει στην κατηγορία των αλγορίθμων κατάστασης ζεύξης και αποτελεί επέκταση του MPDA. Ο QMPDA λαμβάνει υπόψη τις αποτυχίες στο δίκτυο και τις αλλαγές στην τοπολογία και έχει τη δυνατότητα να υποστηρίζει διαφορετικές κλάσεις υπηρεσιών (Class of Services). Η λειτουργία του αλγορίθμου βασίζεται στην συνάθροιση των ροών σε κλάσεις. Στα αρνητικά του QMPDA συγκαταλέγεται η αύξηση στην πολυπλοκότητα υπολογισμού των πινάκων δρομολόγησης. Εντούτοις, το κέρδος που επιφέρει στην επίδοση της δρομολόγησης τον καθιστούν έναν αποδεκτό αλγόριθμο.

| ΑΛΓΟΡΙΘΜΟΣ | ΚΑΤΗΓΟΡΙΟΠΟΙΗΣΗ | ΧΑΡΑΚΤΗΡΙΣΤΙΚΑ |
|----------------|-----------------|---|
| MDVA | Distance-Vector | <ul style="list-style-type: none">Χρησιμοποιεί τον καταναμημένο αλγόριθμο Bellman-Ford (DBF)Υπολογίζει πολλαπλές διαδρομές χωρίς βρόχους |
| QMPDA (& MPDA) | Link-State | <ul style="list-style-type: none">Συγχρονίζει την ανταλλαγή των LSU μεταξύ των γειτόνωνΛαμβάνει υπόψη του τις δυσλειτουργίες στο δίκτυο και τις αλλαγές στην τοπολογία (QMPDA) |
| MPATH | Distance-Vector | <ul style="list-style-type: none">Χρησιμοποιεί τον αλγόριθμο διανύσματος θέσης σε συνδυασμό με την ταυτότητα του προηγούμενου κόμβου (προγονικός κόμβος) |

Πίνακας 2.2: Σύγκριση των αλγορίθμων MDVA, MPDA, MPATH

Κεφάλαιο 3

Μοντέλα πολυδιαδρομικής δρομολόγησης

3.1 Εισαγωγή

Ένα από τα σημαντικότερα προβλήματα στα μεγάλα δίκτυα επικοινωνιών (πχ Internet) είναι το πρόβλημα της δρομολόγησης. Όσον αφορά το διαδίκτυο (Internet), η σύγχρονη τεχνολογία που εφαρμόζεται βασίζεται στο πρωτόκολλο TCP και δεν δρομολογεί την κίνηση με προσαρμοστικό τρόπο, αλλά χρησιμοποιεί αμετάβλητες από-άκρο-σε-άκρο διαδρομές και προσαρμόζει το ρυθμό εισόδου της κίνησης στις συγκεκριμένες διαδρομές ώστε να αποφεύγεται η συμφόρηση. Ωστόσο, μια βελτιωμένη προσέγγιση περιλαμβάνει την προσαρμογή του φορτίου στις υπάρχουσες διαδρομές, λαμβάνοντας υπόψη τους παρατηρούμενους λανθάνοντες χρόνους.

Στη γενική περίπτωση, μπορούν να χρησιμοποιηθούν πολλές στρατηγικές για τον καταμερισμό της κίνησης. Οι πλέον αποτελεσματικές είναι:

- Γραμμικός Προγραμματισμός
- Εξελικτική Θεωρία Παιγνίων
- Κωδικοποίηση Δικτύου

Στη συνέχεια, αναλύονται οι στρατηγικές αυτές καθώς και τα μοντέλα εφαρμογής που απαιτούν. Αποδίδεται ιδιαίτερη βαρύτητα στην Εξελικτική Θεωρία Παιγνίων και στην Κωδικοποίηση Δικτύου, ενώ παρατίθενται ορισμένες γενικές πληροφορίες περί του γραμμικού προγραμματισμού διότι θεωρείται γνωστό ως εργαλείο εφαρμογής. Στην παράγραφο 3.4 παρατίθεται μια μοντελοποίηση της πολυδιαδρομικής δρομολόγησης όπως προτάθηκε από τους Canfeng et al [16]. Τέλος, γίνεται αναφορά σε επικοινωνίες πραγματικού χρόνου καθώς και σε ορισμένα χαρακτηριστικά τους.

3.2 Γραμμικός προγραμματισμός

Ο γραμμικός προγραμματισμός (linear programming – LP) αποτελεί το πλέον διαδεδομένο εργαλείο βελτιστοποίησης στα δίκτυα. Τα χαρακτηριστικά των πόρων

του δικτύου μεταφράζονται σε περιορισμούς σε κατάλληλο πρόβλημα γραμμικού προγραμματισμού, ενώ η αντικειμενική συνάρτηση περιλαμβάνει την προς βελτιστοποίηση μεταβλητή του δικτύου. Τέτοιες μεταβλητές είναι η από-άκρο-σε-άκρο καθυστέρηση, ο ρυθμός διέλευσης, το εύρος ζώνης κα. Συνήθως, για την επίλυση του προβλήματος είναι γίνεται χρήση της χαλάρωσης Lagrange (Lagrangian relaxation) και της δυϊκής αποσύνθεσης (dual decomposition), δύο μεθόδων που χρησιμοποιούνται ευρέως σε προβλήματα γραμμικής βελτιστοποίησης. Η μέθοδος του γραμμικού προγραμματισμού είναι αρκετά συνηθισμένη στη βιβλιογραφία και δεν θεωρείται απαραίτητο να αναλυθεί εκτενέστερα. Ο αναγνώστης παραπέμπεται στο Παράρτημα Γ ή στη βιβλιογραφία για περισσότερες λεπτομέρειες.

3.3 Εξελικτική θεωρία παιγνίων

Η θεωρία παιγνίων αποτελεί την πλέον σύγχρονη προσέγγιση στο θέμα της δρομολόγησης. Για την εφαρμογή της στα δίκτυα έχουν προταθεί πολλά μοντέλα, ένα εκ των οποίων είναι το Wardrop. Σύμφωνα με το Wardrop, καθένας από τους πολυάριθμους εγωιστές χρήστες ελέγχει ένα απειροελάχιστο μέγεθος κίνησης που θέλει να αποστείλει στο δίκτυο. Λόγω της έλλειψης κεντρικής αρχής, οι χρήστες προσπαθούν να ελαχιστοποιήσουν το λανθάνοντα χρόνο τους εγωιστικά. Σύμφωνα με την κλασική θεωρία παιγνίων, οι χρήστες θα δρομολογήσουν την κίνηση σύμφωνα με την ισορροπία του Nash, δηλαδή με τρόπο ώστε κανένας χρήστης να μην έχει κίνητρο να αλλάξει μονομερώς τη στρατηγική δρομολόγησής του. Ένα από τα αποτελέσματα που παρουσιάζουν ενδιαφέρον για το μοντέλο αυτό είναι του Beckmann και αποδεικνύει την ύπαρξη και τη μοναδικότητα της ισορροπίας του Nash.

Η ισορροπία του Nash παρουσιάζει ενδιαφέρον από πρακτική άποψη αφού η εκχώρηση της κίνησης είναι δίκαιη και σταθερή. Σημειώνεται, όμως, ότι η κλασική θεωρία παιγνίων βασίζεται σε μια σειρά από υποθέσεις που δεν βρίσκουν πρακτική εφαρμογή. Συγκεκριμένα, υποθέτει ότι οι χρήστες έχουν πλήρεις και ακριβείς πληροφορίες για το παίγνιο και τη συμπεριφορά των αντιπάλων και δρουν εντελώς ορθολογικά. Οι υποθέσεις αυτές δεν είναι δυνατό να πληρούνται σε μεγάλα δίκτυα

όπως το διαδίκτυο (Internet), καθώς εκεί οι χρήστες έχουν ελλειπείς και ανακριβείς πληροφορίες καθώς και περιορισμένη ορθολογικότητα.

Μια περισσότερο αποδεκτή υπόθεση είναι ότι οι χρήστες μαθαίνουν να λειτουργούν καλά στο παίγνιο με βάση την εμπειρία τους. Συνεπώς, εφαρμόζεται η εξελικτική θεωρία παιγνίων (evolutionary game theory – EGT) που έχει ως βασική υπόθεση ότι το παίγνιο παίζεται επαναληπτικά απέναντι σε τυχαίους αντιπάλους. Με το πέρασμα του χρόνου, οι χρήστες έχουν την ευκαιρία να βελτιστοποιήσουν το προσωπικό τους όφελος, βασιζόμενοι σε απλές παρατηρήσεις. Συνεπώς, περιγράφοντας μια διαδικασία κατά την οποία οι χρήστες προσαρμόζουν τη συμπεριφορά τους στην γενική κατάσταση βασιζόμενοι στα παρατηρούμενα οφέλη, διατυπώνεται ένα σύστημα από διαφορικές εξισώσεις. Στόχος είναι οι λύσεις του συστήματος αυτού να συμπίπτουν με την ισορροπία του Nash. Όμως, επειδή αυτό δεν συμβαίνει στη γενική περίπτωση των παιγνίων, απαιτείται εξελικτική σταθερότητα (evolutionary stability), που αποτελεί μια εξέλιξη της ισορροπίας του Nash. Στην περίπτωση των δικτύων, η ισορροπία του Nash διαθέτει την ιδιότητα της εξελικτικής σταθερότητας. Συνεπώς, μπορεί να αποδειχθεί ότι οι στρατηγικές (policies) προσαρμοστικής αναδρομολόγησης συγκλίνουν στην ισορροπία του Nash. Αποδεικνύεται ότι η ταχύτητα της σύγκλισης αυτής έχει όρια. Τέλος, επισημαίνεται ότι υπάρχει πιθανότητα οι πληροφορίες που αφορούν το λανθάνοντα χρόνο, και στις οποίες βασίζεται η δρομολόγηση, να μην έχουν πλέον ισχύ, γεγονός που οδηγεί σε φαινόμενα ταλάντωσης που μπορούν να βλάψουν την επίδοση του δικτύου.

3.3.1 Μοντέλο εφαρμογής

3.3.1.1 Εγωιστική δρομολόγηση

Για κάθε σύνολο στοιχείων (commodities) $i \in \{1, 2, \dots, k\}$, ένα κομμάτι των r_i χρηστών θέλουν να δρομολογήσουν αντίστοιχη ποσότητα ροής κίνησης από μια πηγή s_i προς έναν απαγωγό (sink) t_i χρησιμοποιώντας διαδρομές από ένα σύνολο διαδρομών R_i που συνδέουν αυτούς τους κόμβους. Έστω $R = \cup_{i \in [k]} R_i$, όπου $[k] = \{1, 2, \dots, k\}$. Μια εφικτή ροή για το δίκτυο είναι ένα θετικό διάνυσμα, πραγματικών τιμών, $(f_p)_{p \in R}$, που ικανοποιεί τις απαιτήσεις της ροής, δηλαδή, $\sum_{p \in P_i} f_p = r_i$ για όλα τα $i \in [k]$. Δοθέντος ενός διανύσματος ροής f , η ροή

σε μια σύνδεση (ζεύξη) $e \in E$ είναι $f_e = \sum_{P \ni e} f_P$, δηλαδή, το άθροισμα των ροών των διαδρομών που χρησιμοποιούν αυτή τη ζεύξη.

Οι λανθάνοντες χρόνοι καθορίζονται από αύξουσες συναρτήσεις $l_e : [0,1] \mapsto \mathbb{R}_0^+$. Δοθέντος ενός διανύσματος ροής f , ο λανθάνων χρόνος στη ζεύξη $e \in E$ δίνεται από τη συνάρτηση $l_e(f_e)$ και ο λανθάνων χρόνος στη διαδρομή $P \in R$ δίνεται από το άθροισμα των επιμέρους λανθανόντων χρόνων των ζεύξεων που απαρτίζουν τη διαδρομή, δηλαδή $l_P(f) = \sum_{e \in P} l_e(f_e)$. Ένα διάνυσμα ροής f λέγεται ότι ικανοποιεί την ισορροπία του Nash, αν για κάθε στοιχείο $i \in [k]$ και κάθε ζεύγος διαδρομών $P, P' \in R_i$ με $f_P > 0$, ισχύει $l_P(f) \leq l_{P'}(f)$. Δηλαδή, στην ισορροπία του Nash, κανένας πράκτορας δεν έχει κίνητρο να αλλάξει τη στρατηγική δρομολόγησης που εφαρμόζει.

Η ισορροπία του Nash αποκτά ιδιαίτερη σημασία στις περιπτώσεις όπου τα δίκτυα δεν ελέγχονται από κάποια κεντρική αρχή αλλά οι χρήστες δρουν ατομικά και εγωιστικά. Αν και η ισορροπία του Nash φαίνεται να είναι μια ελκυστική ιδέα για την επίτευξη σταθερότητας στο ανωτέρω σενάριο, αγνοεί το πώς οι χρήστες θα φθάσουν σε αυτή την κατάσταση. Στην πραγματικότητα, αυτό απαιτεί πολύ ακριβή γνώση της τοπολογίας του δικτύου, τις συναρτήσεις λανθάνοντος χρόνου, τις απαιτήσεις των υπολοίπων στοιχείων (commodities), τη συμπεριφορά των υπόλοιπων χρηστών, καθώς και πλήρως ορθολογική συμπεριφορά. Αυτοί οι παράγοντες, όμως, δεν μπορούν να ικανοποιούνται σε ένα δίκτυο όπως το διαδίκτυο (Internet). Στη συνέχεια, περιγράφονται ορισμένες απλές διαδικασίες οι οποίες, σε αντίθεση με τις ανωτέρω υποθέσεις της κλασικής θεωρίας παιγνίων, απαιτούν μόνο τοπική γνώση και σχεδόν καθόλου υπολογιστική προσπάθεια και καταλήγουν στην ισορροπία του Nash.

3.3.1.2 Δυναμική αναδρομολόγηση

Έστω ένας μεγάλος πληθυσμός από χρήστες σε ένα δίκτυο, καθένας εκ των οποίων επιλέγει μια από τις πιθανές διαδρομές. Αν ο αριθμός των πρακτόρων είναι άπειρος, το διάνυσμα $(x_P)_{P \in R}$, που προσδιορίζει το ποσοστό των χρηστών που χρησιμοποιούν κάθε διαδρομή $P \in R$, είναι στην πραγματικότητα ίσο με την εφικτή ροή. Ακόμη, έστω ότι κάθε χρήστης επιθυμεί να βελτιστοποιήσει τους οικείους λανθάνοντες

χρόνους χωρίς να έχει καθόλου γνώση σχετικά με τη ροή και της απαιτήσεις των υπολοίπων χρηστών. Μια λογική συμπεριφορά του χρήστη θα ήταν να επανεξετάζει τη στρατηγική δρομολόγησης του ανά χρονικά διαστήματα, που ακολουθούν, για παράδειγμα, κατανομή Poisson, και να αναθεωρεί τη στρατηγική αυτή ανάλογα με τις επιδόσεις που παρατηρεί. Στη συνέχεια, ο χρήστης μπορεί να επιλέγει τυχαία μια άλλη διαδρομή (για παράδειγμα, με πιθανότητα ανάλογη του αριθμού των χρηστών που χρησιμοποιούν τη συγκεκριμένη διαδρομή) και να συγκρίνει το λανθάνοντα χρόνο της τρέχουσας διαδρομής με αυτόν της υπό εξέταση. Αν η νέα διαδρομή χαρακτηριστεί χειρότερη από την τρέχουσα, δεν αλλάζει τίποτα. Όμως, στην περίπτωση όπου η νέα διαδρομή είναι καλύτερη ως προς τον εξεταζόμενο λανθάνοντα χρόνο, ο χρήστης έχει τη δυνατότητα να αλλάξει τη διαδρομή που χρησιμοποιεί με πιθανότητα ανάλογη του κέρδους που θα υπάρξει ως προς το λανθάνοντα χρόνο. Αν αυτή η διαδικασία οδηγηθεί στο όριο ρευστών (fluid limit), δηλαδή, θεωρώντας ότι ο αριθμός των χρηστών είναι άπειρος και ταυτίζοντας τις τυχαίες μεταβλητές που περιγράφουν τη μεταβολή του ποσοστού του πληθυσμού με τις αναμενόμενες τιμές τους, προκύπτει η έκφραση του ρυθμού μεταβολής του ποσοστού του πληθυσμού:

$$\dot{f}_P = \lambda_i \cdot f_P \cdot (\bar{l}_i - l_P) \quad \text{for } i \in [k], P \in R_i \quad (3.1)$$

όπου, $\dot{\cdot}$ υποδηλώνει παράγωγο ως προς το χρόνο, \bar{l}_i είναι ο μέσος όρος του λανθάνοντος χρόνου του στοιχείου i , και λ_i είναι ένας παράγοντας που λαμβάνει υπόψη τους παράγοντες αναλογίας που απαιτούνται για να διασφαλιστεί ότι καμία πιθανότητα δεν υπερβαίνει το 1. Σημειώνεται ότι η τροχιά της λύσης $\{\xi | \exists t \geq 0 : \xi = f(t)\}$ του συστήματος των διαφορικών εξισώσεων είναι ανεξάρτητη από την κλίμακα του διανύσματος $(\lambda_i)_{i \in [k]}$, εφόσον $\lambda_i > 0$ για κάθε i . Αλλάζοντας την κλίμακα όλων των λ_i κατά τον ίδιο παράγοντα, αλλάζει η κλίμακα της ταχύτητας με την οποία διασχίζεται η τροχιά από το συγκεκριμένο παράγοντα. Η εξίσωση (3.1) έχει αποτελέσει αντικείμενο εκτενούς μελέτης [15] και είναι γνωστή ως αναπαραγωγική δυναμική (replicator dynamics).

Μια φυσική γενίκευση αυτής της δυναμικής, που διατηρεί την ιδέα του τοπικού ελέγχου, είναι ένα σύνολο στρατηγικών αναδρομολόγησης που αποτελούνται από δύο

βήματα. Οι χρήστες ελέγχουν με ρυθμό Poisson και αφού συμβεί αυτό, ακολουθούνται τα ακόλουθα βήματα:

1. Δειγματοληψία: Επιλέγεται τυχαία μια διαδρομή Q με πιθανότητα σ_Q . Στην απλούστερη περίπτωση ισχύει ότι $\sigma_Q = 1/m$ όπου m είναι ο αριθμός των διαδρομών του χρήστη του στοιχείου. Για τη δυναμική αναδρομολόγηση ισχύει ότι $\sigma_Q = f_Q$, δηλαδή η πιθανότητα να επιλεγεί η διαδρομή Q είναι ανάλογη του ποσοστού των χρηστών που τη χρησιμοποιούν.
2. Μετάβαση: Γίνεται μετάβαση από την τρέχουσα διαδρομή P στο Q με πιθανότητα $\mu(l_P, l_Q)$. Για την τάξη της δυναμικής καλύτερης ανταπόκρισης ισχύει ότι $\mu(l_P, l_Q) = 1$ αν $l_Q < l_P$, ενώ σε διαφορετική περίπτωση $\mu(l_P, l_Q) = 0$. Αντίθετα, για τη δυναμική αναδρομολόγηση ισχύει $\mu(l_P, l_Q) = \max\{(l_P - l_Q) \cdot \lambda, 0\}$ όπου το λ επιλέγεται αρκετά μικρό ώστε η πιθανότητα να φράσσεται άνω από το 1.

Συνοψίζοντας, μπορεί να προσδιοριστεί ο ρυθμός r_{PQ} με τον οποίο οι χρήστες μεταβαίνουν από τη διαδρομή P στη διαδρομή Q και οι χρονικές παράγωγοι των ποσοστών του πληθυσμού. Για όλα τα στοιχεία $i \in \{1, 2, \dots, k\}$ και τις διαδρομές $P, Q \in R_i$ ισχύει:

$$r_{PQ} = f_P \cdot \sigma_Q \cdot \mu(l_P, l_Q) \quad \text{και} \quad \dot{f}_P = \sum_{Q \in R_i} (r_{QP} - r_{PQ}) \quad (3.2)$$

Επισημαίνεται ότι, σύμφωνα με το θεώρημα των Picard – Lindelöf, υπάρχει μοναδική λύση του συστήματος διαφορικών εξισώσεων εφόσον τα δεξιά σκέλη είναι συνεχόμενα κατά Lipschitz. Συνεπώς, απαιτείται και οι συναρτήσεις λανθάνοντος χρόνου l_e , $e \in E$, καθώς και τα σ και μ να είναι συνεχόμενα κατά Lipschitz [15]. Ωστόσο, ακόμη και για γραμμικές συναρτήσεις λανθάνοντος χρόνου, η εξίσωση (3.1) περιλαμβάνει όρους τρίτης τάξης που καθιστούν αδύνατη μια αναλυτική λύση.

3.3.2 Ισοζύγιο και σύγκλιση

Το κύριο ερώτημα είναι αν οι ανωτέρω δυναμικές συναρτήσεις συγκλίνουν μακροχρόνια στην ισορροπία του Nash. Αφού η αναπαραγωγική δυναμική δεν είναι

καινοτόμα – δηλαδή για $f_p(t)=0$ υπονοείται ότι $f_p(t')=0$ για όλα τα $t' \geq t$ –, δεν μπορεί να ανακαλύψει διαδρομές που δεν χρησιμοποιούνται. Συνεπώς, υποτίθεται ότι όλες οι δυνατές ζεύξεις χρησιμοποιούνται στον αρχικό πληθυσμό. Όπως αναφέρθηκε και προηγουμένως, εφαρμόζεται η εξελικτική σταθερότητα που αποτελεί αυστηρότερο κριτήριο από την ισορροπία του Nash ώστε να αποδειχθεί η σύγκλιση της μεθόδου. Για την περίπτωση ενός στοιχείου η εξελικτική σταθερότητα ορίζεται ως εξής:

Ορισμός 1 (εξελικτική σταθερότητα). Ένα διάνυσμα ροής $f \in \Delta$ καλείται εξελικτικά σταθερό, εφόσον (3.1) ικανοποιεί την ισορροπία του Nash και (3.2) για όλες τις βέλτιστες εναλλακτικές \tilde{f} του f , $\tilde{f} \neq f$, ισχύει ότι $\tilde{f} \cdot l(\tilde{f}) > f \cdot l(\tilde{f})$.

Βάσει των υποθέσεων που έχουν γίνει, μια βέλτιστη εναλλακτική ενός διανύσματος ροής f αντιστοιχεί σε ένα διάνυσμα ροής \tilde{f} που χρησιμοποιεί μόνο διαδρομές ελαχίστου λανθάνοντος χρόνου σε σχέση με το διάνυσμα λανθάνοντος χρόνου l που προκαλείται από το f . Δεδομένου ότι η ισορροπία του Nash δεν είναι σε γενικές γραμμές μοναδική αλλά μόνο όσον αφορά τις ροές από τις ζεύξεις $(f_e)_{e \in E}$, ένα διάνυσμα ροής f καλείται εξελικτικά σταθερό αν ικανοποιείται η συνθήκη (3.2) για όλες τις εναλλακτικές \tilde{f} που διαφέρουν από την f τουλάχιστον κατά μία ζεύξη $e \in E$ (αντί μιας διαδρομής $P \in R$). Αποδεικνύεται το ακόλουθο λήμμα.

Λήμμα 1. Για δίκτυα ενός στοιχείου, η ισορροπία του Nash είναι κυρίως εξελικτικά σταθερό.

Δεδομένης αυτής της ιδιότητας, αποδεικνύεται η σύγκλιση της αναπαραγωγικής δυναμικής με την ισορροπία του Nash για την περίπτωση των δικτύων ενός στοιχείου χρησιμοποιώντας συνήθεις τεχνικές της εξελικτικής θεωρίας παιγνίων. Για την περίπτωση των δικτύων πολλαπλών στοιχείων και για γενικές δυναμικές της μορφής της εξίσωσης (3.2), η απόδειξη γίνεται με εφαρμογή της δεύτερης μεθόδου Lyapunov σε συνδυασμό με μια πιθανή συνάρτηση που εισάγει ο Beckmann.

Θεώρημα 2. Αναφορικά με τις ροές των ζεύξεων $(f_e)_{e \in E}$, η αναπαραγωγική δυναμική (3.1) – δεδομένου ότι $f_p(0) > 0$ για όλα τα $P \in R$ – και γενικότερα όλες οι δυναμικές της μορφής της εξίσωσης (3.2) – δεδομένου ότι το σ_ρ είναι πάντα θετικό και τα σ και μ συνεχή – συγκλίνουν στην ισορροπία του Nash.

Από την πλευρά της επιστήμης των υπολογιστών ενδιαφέρει ο χρόνος σύγκλισης. Προφανώς, στο συνεχές μοντέλο του ρευστού ορίου η ισορροπία δεν μπορεί να επιτευχθεί ακριβώς αλλά με απλή προσέγγιση. Θεωρώντας την περίπτωση του ενός στοιχείου ορίζεται η προσεγγιστική ισορροπία. Έστω R_ε το σύνολο των διαδρομών που έχουν λανθάνοντα χρόνο τουλάχιστον $(1 + \varepsilon) \cdot \bar{l}$, δηλαδή, $R_\varepsilon = \{P \in R \mid l_P(f) \geq (1 + \varepsilon) \cdot \bar{l}\}$, και έστω $f_\varepsilon := \sum_{P \in R_\varepsilon} f_P$ το ποσοστό των χρηστών που χρησιμοποιούν αυτές τις διαδρομές. Ένας πληθυσμός f λέγεται ότι είναι ε-προσεγγιστικό ισοζύγιο εφόσον $f_\varepsilon \leq \varepsilon$.

Σημειώνεται ότι από τον ορισμό της αναπαραγωγικής δυναμικής, δεν είναι δυνατό να υπάρξει κατάσταση όπου ισχύει $f_\varepsilon = 0$, αφού το ποσοστό του πληθυσμού που χρησιμοποιεί μια διαδρομή με σταθερά υψηλό λανθάνοντα χρόνο ποτέ δεν θα εξαλειφθεί εντελώς. Όμοια, μπορεί να απαιτηθεί αυθαίρετα μεγάλος χρόνος μέχρι πολλοί πράκτορες να βρίσκονται μέσα σε ένα παράγοντα $(1 + \varepsilon)$ του ελάχιστου λανθάνοντος χρόνου διαδρομής, αφού είναι πιθανό ένα αυθαίρετα μικρό ποσοστό χρηστών να χρησιμοποιεί αρχικά τη ζεύξη. Ο ορισμός μεριμνά και για τα δύο αυτά φαινόμενα.

Προκειμένου να έχει νόημα ο χρόνος εντός του οποίου θα επιτευχθεί μια προσεγγιστική ισορροπία, οι δυναμικές δεν πρέπει να εξαρτώνται από την κλίμακα με την οποία μετράται ο λανθάνων χρόνος. Χρησιμοποιείται η παράμετρος λ για την κανονικοποίηση της δυναμικής και επιλέγεται $\lambda = 1/\bar{l}$. Για τα δίκτυα ενός στοιχείου η αναπαραγωγική δυναμική με $\lambda = 1/\bar{l}$ συγκλίνει σε ένα ε-προσεγγιστικό ισοζύγιο μέσα σε χρόνο $O(\varepsilon^{-3} \cdot \ln(l_{\max}/l^*))$, όπου l^* είναι ο βέλτιστος μέσος όρος του

λανθάνοντος χρόνου και l_{\max} είναι ο μέγιστος λανθάνων χρόνος μιας διαδρομής από όλες τις πιθανές ροές.

3.3.3 Παλαιωμένες πληροφορίες

Ένα από τα σημαντικότερα προβλήματα της προσαρμοστικής δρομολόγησης φορτίου είναι το ότι οι πληροφορίες για τον λανθάνοντα χρόνο, την καθυστέρηση ή το εύρος ζώνης μπορεί να μην έχουν ισχύ μέχρι να ολοκληρωθεί η συλλογή τους, γεγονός που μπορεί να οδηγήσει σε φαινόμενα ταλάντωσης που ενδεχομένως επηρεάσουν την επίδοση του δικτύου. Ένας τρόπος για να αντιμετωπιστεί αυτό το πρόβλημα είναι η χρήση ενός πίνακα ανακοινώσεων, όπως προτείνεται από το Mitzenmacher. Στο μοντέλο που προτείνει όλες οι πληροφορίες που σχετίζονται με τη διαδικασία της αναδρομολόγησης αποθηκεύονται σε ένα κεντρικό πίνακα ανακοινώσεων προσβάσιμο από όλους τους πράκτορες. Εντούτοις, οι πληροφορίες στον πίνακα ανακοινώσεων δεν είναι πάντα επίκαιρες αλλά ανανεώνονται κάθε T χρονικά διαστήματα. Το μοντέλο αυτό μπορεί να χρησιμοποιηθεί σε περιπτώσεις όπου οι πληροφορίες για τους λανθάνοντες χρόνους εκπέμπονται (broadcast) προς τους χρήστες κατά διαστήματα ή σε περιπτώσεις όπου οι πληροφορίες αποθηκεύονται σε ένα διακομιστή (server) από όπου μπορούν να αντλούνται από τους χρήστες. Σημειώνεται ότι το μοντέλο αυτό είναι καθαρά θεωρητικό αλλά εξυπηρετεί τους στόχους της παρούσας μελέτης.

Δύο είναι οι λόγοι οι οποίοι μπορούν να οδηγήσουν το σύστημα σε αστάθεια (ταλάντωση). Πρώτον, αν μικρές αλλαγές στη ροή μιας ζεύξης μπορούν να οδηγήσουν σε μεγάλες αλλαγές στο λανθάνοντα χρόνο, οι χρήστες πρέπει να μεταβούν στη ζεύξη αυτή με προσοχή ώστε να μην υπερβούν την κατάσταση ισορροπίας. Συνεπώς, θεωρούνται συναρτήσεις λανθάνοντος χρόνου στις οποίες η κλίση της συνάρτησης είναι φραγμένη. Δηλαδή, υπάρχει β τέτοιο ώστε $l'_e(x) \leq \beta$ για όλα τα $e \in E$, $x \in [0,1]$. Δεύτερον, οι χρήστες δεν πρέπει να προχωρούν ταχέως σε αλλαγή διαδρομής στην περίπτωση όπου η διαφορά στους λανθάνοντες χρόνους που παρατηρούνται μεταξύ δύο υπό εξέταση διαδρομών είναι μικρή, αφού αυτό μπορεί να έχει το ίδιο αποτέλεσμα. Θεωρείται αριθμός $\alpha > 0$ τέτοιος ώστε $\mu(l_1, l_2) \leq \alpha \cdot (l_1 - l_2)$ για $l_1 \geq l_2$, και $\mu(l_1, l_2) = 0$ αν $l_1 < l_2$. Όσες πολιτικές αναδρομολόγησης ικανοποιούν αυτήν την ιδιότητα καλούνται α -εξομαλυμένες. Τέλος, έστω L το μήκος της

μεγαλύτερης διαδρομής στο δίκτυο. Δεδομένων των ανωτέρω ιδιοτήτων, αποδεικνύεται ότι οι πολιτικές αυτές συγκλίνουν στην ισορροπία του Nash υπό την προϋπόθεση ότι ο πίνακας ανακοινώσεων ανανεώνεται αρκετά συχνά.

Θεώρημα 3. Αν η συχνότητα ανανέωσης είναι $1/T \geq 4L\alpha\beta$ και σ_p εκχωρεί μη μηδενικές πιθανότητες σε όλες τις διαδρομές $P \in R$, η λύση της δυναμικής (3.2) συγκλίνει προς την ισορροπία του Nash στο μοντέλο του πίνακα ανακοινώσεων.

Αποδεικνύεται ότι οι παράγοντες που υπεισέρχονται στο άνω όριο είναι απαραίτητοι. Μια συνάρτηση $x(\cdot)$ ταλαντώνεται αν για κάποιο $\tau > 0$ και κάποιο t_0 , ισχύει ότι $x(t_0) = x(t_0 + n\tau)$ για κάθε $n \in N$. Μια διαφορική εξίσωση $\dot{x} = f(x)$ ταλαντώνεται αν υπάρχει οριακή συνθήκη $x(0) = x_0$, τέτοια ώστε η τροχιά της λύσης να ταλαντώνεται.

Θεώρημα 4. Για κάθε α, β , και L με $\alpha\beta L \geq 1$ υπάρχει δίκτυο

- (i) στο οποίο η μεγαλύτερη διαδρομή έχει μήκος L ,
 - (ii) οι συναρτήσεις λανθάνοντος χρόνου έχουν κλίση που είναι φραγμένη από το β ,
 - (iii) υπάρχει ένας α – εξομαλυμένος κανόνας μετάβασης,
- τέτοιο ώστε για κάθε $T > 8/(\alpha\beta L)$, η διαφορική εξίσωση που σχετίζεται με τη δυναμική να ταλαντώνεται.

3.4 Κωδικοποίηση δικτύου

Η κωδικοποίηση δικτύου (Network Coding) [14] προσφέρει μια καλή προσέγγιση για μια σειρά προβλημάτων που δεν μπορούν να επιλυθούν με τα παραδοσιακά σχήματα μετάδοσης. Η μέθοδος της κωδικοποίησης θα αναλυθεί μέσω της μελέτης του πρωτοκόλλου κωδικοποίησης Optimized Multipath Network Coding (OMNC) σε περιβάλλον με απώλειες για μεταδόσεις προς ένα μόνο προορισμό. Το OMNC βελτιώνει το ρυθμό διέλευσης, καθώς χρησιμοποιεί πολλαπλές διαδρομές για να προωθήσει τα κωδικοποιημένα πακέτα στον προορισμό και την ευρυεκπομπή της MAC (broadcast MAC) για να παραδώσει τα πακέτα σε γειτονικούς κόμβους. Ο ρυθμός κωδικοποίησης και ο ρυθμός εκπομπής εκχωρείται στους πομπούς μέσω ενός κατανεμημένου αλγορίθμου βελτιστοποίησης που μεγιστοποιεί το πλεονέκτημα της

ποικιλίας των διαδρομών αποφεύγοντας τη συμφόρηση. Χαρακτηριστικό του OMNC είναι ότι συνδυάζει το ρυθμό κωδικοποίησης και το ρυθμό εκπομπής κάθε κόμβου με την κατάσταση του διαύλου ώστε να αποφεύγεται η συμφόρηση, να αξιοποιείται η ποικιλία των διαδρομών και να μειώνεται το πλήθος των πλεοναζόντων πακέτων.

3.4.1 Γενική ιδέα

Το OMNC σχεδιάστηκε για μεγάλης διάρκειας περιόδους επικοινωνίας μονοεκπομπής σε δίκτυα με απώλειες. Σύμφωνα με το πρωτόκολλο αυτό, ο κόμβος πηγής δημιουργεί συνεχώς μια ροή πακέτων από μια ομάδα δεδομένων χρησιμοποιώντας τυχαίο γραμμικό κώδικα (Random Linear Code – RLC), και η οποία ροή ταξιδεύει προς τον προορισμό μέσω των πολλαπλών διαδρομών. Οι ενδιάμεσοι προωθητές (forwarders) μπορούν να ανανεώνουν τη ροή πακέτων, επανακωδικοποιώντας τα υπάρχοντα πακέτα και εκπέμποντας τα προς τους κόμβους κατά τη φορά της κίνησης downstream. Όταν ένας επαρκής αριθμός πακέτων συσσωρευτεί στον προορισμό, η αρχική ομάδα δεδομένων μπορεί να ανακτηθεί. Έπειτα ένα μη κωδικοποιημένο μήνυμα ACK αποστέλλεται προς την πηγή ώστε να ξεκινήσει η κωδικοποίηση μιας νέας ομάδας δεδομένων. Συνήθως, η αποστολή αυτή γίνεται από την καλύτερη διαδρομή.

3.4.1.1 Κωδικοποίηση – αποκωδικοποίηση

Στη περίπτωση της τυχαίας γραμμικής κωδικοποίησης δικτύου, οι λειτουργίες κωδικοποίησης και αποκωδικοποίησης μπορούν να θεωρηθούν ως πολλαπλασιασμός πινάκων σε ένα πεδίο Galois. Συγκεκριμένα, ομαδοποιούνται τα δεδομένα της πηγής κατά γενεές (generations) και κάθε γενεά διαχωρίζεται σε ομάδες δεδομένων (data blocks). Κάθε γενεά περιγράφεται από ένα πίνακα $B_{n \times m}$ που έχει σειρές τις n ομάδες της γενεάς, και στήλες τα bytes (που παριστάνονται ως ακέραιοι από το 0 έως το 255) κάθε ομάδας δεδομένων.

Η διαδικασία της κωδικοποίησης δημιουργεί ένα γραμμικό συνδυασμό των αρχικών ομάδων μέσω της σχέσης $X = R \cdot B$, όπου R πίνακας $n \times n$ που σχηματίζεται από τυχαίους συντελεστές του πεδίου Galois $GF(2^8)$. Οι κωδικοποιημένες ομάδες (σειρές στον πίνακα X) μαζί με τους συντελεστές κωδικοποίησης (σειρές στον πίνακα R), ομαδοποιούνται σε πακέτα και αποστέλλονται ως ροές πακέτων προς τον προορισμό.

Η διαδικασία αποκωδικοποίησης που γίνεται στον προορισμό, στην απλούστερη μορφή της έγκειται στον πολλαπλασιασμό πινάκων $B = R^{-1} \cdot X$, όπου κάθε σειρά του X περιγράφει μια κωδικοποιημένη ομάδα (coded block) ενώ κάθε σειρά του R περιγράφει τους συντελεστές κωδικοποίησης που χρησιμοποιήθηκαν. Η επιτυχημένη ανάκτηση των αρχικών δεδομένων B απαιτεί ο πίνακας R να είναι μεγίστης τάξης (full rank), δηλαδή ο προορισμός πρέπει να συλλέξει n ανεξάρτητες κωδικοποιημένες ομάδες (coded block).

Για να μειωθούν οι άσκοπες εκπομπές, ένας ενδιάμεσος αναμεταδότης δέχεται το πακέτο μόνο αν είναι ανεξάρτητο από τα ήδη ληφθέντα πακέτα, δηλαδή μόνο αν είναι καινοτόμο. Οι ενδιάμεσοι προωθητές μπορούν να ανανεώσουν τις ροές των πακέτων επανακωδικοποιώντας τα εισερχόμενα πακέτα και εκπέμποντας (broadcasting) τα προκύπτοντα πακέτα στη διαδρομή προς τον προορισμό. Η διαδικασία της επανακωδικοποίησης αντικαθιστά τους συντελεστές κωδικοποίησης που χρησιμοποιούνται από την πηγή με άλλους τυχαίους. Η δυνατότητα της επανακωδικοποίησης επιτρέπει στους κόμβους προώθησης να αποφεύγουν τις δυσάρεστες συνέπειες του πλεονασμού των πακέτων που επιφέρουν τα πρωτόκολλα δρομολόγησης που χρησιμοποιούν αποθήκευση και προώθηση αφού ένα κωδικοποιημένο πακέτο μεταφέρει πληροφορίες όχι μόνο από ένα πρόσφατα εισερχόμενο πακέτο αλλά και από άλλα που λήφθηκαν ευκαιριακά (opportunistically).

3.4.1.2 Η απαίτηση του ρυθμού ελέγχου (rate control)

Η τυχαιότητα της φύσης της κωδικοποίησης μπορεί να εγγυηθεί πλήρη αξιοπιστία ακόμη και υπό δυσμενείς συνθήκες (lossy), αφού η πιθανότητα της λανθασμένης αποκωδικοποίησης πλησιάζει το μηδέν υπό την προϋπόθεση ότι όλο και περισσότερα πακέτα φθάνουν στον προορισμό. Ωστόσο, είναι σημαντικό να προσαρμόζεται το RLC για αποδοτική unicast εκπομπή, δεδομένου του πιθανού πλεονασμού που προκαλείται από γραμμικώς εξαρτημένα πακέτα και της συμφόρησης που οφείλεται στους γειτονικούς κόμβους που παρεμβάλλουν μεταξύ τους. Η κύρια συνεισφορά του OMNC έγκειται στην ικανότητά του να διαχειρίζεται την κωδικοποίηση, την εκπομπή και την πολυδιαδρομική δρομολόγηση κατά βέλτιστο τρόπο και, συνεπώς, να

μεγιστοποιεί την επίδοση των ασύρματων δικτύων. Αυτό επιτυγχάνεται κυρίως με τον αλγόριθμο του ρυθμού ελέγχου που αναλύεται στη συνέχεια.

3.4.2 Το μοντέλο OMNC

Έστω μετάδοση μονοεκπομπής όπου ο κόμβος S μεταδίδει στον κόμβο T μέσω πολλαπλών ενδιάμεσων προωθητών. Επιπλέον, θεωρείται ότι η αρχική τοπολογία έχει υποστεί μια κατανεμημένη διαδικασία επιλογής κόμβων, έτσι ώστε κάθε αναμεταδότης να είναι πλησιέστερα προς τον προορισμό T σε σχέση με τον προκάτοχό του (predecessor). Ο γράφος που προκύπτει από αυτή τη διαδικασία είναι ο $G(V, E)$, όπου V είναι το σύνολο των επιλεγμένων κόμβων που συμμετέχουν στην μετάδοση και E είναι το σύνολο των κατευθυνόμενων συνδέσεων.

Καταρχήν, περιγράφεται ένα μοντέλο ευρυεκπομπής της MAC (broadcast MAC) ως περιορισμός στη βελτιστοποίηση. Για την περίπτωση της μονοεκπομπής MAC (unicast MAC) είναι γνωστό ότι η απόδοση των χαρακτηριστικών των απαραίτητων – επαρκών συνθηκών για τον εφικτό χρονοπρογραμματισμό της MAC είναι NP-hard. Μια επαρκής συνθήκη για εφικτό χρονοπρογραμματισμό είναι:

$$\frac{f_{ij}}{C_{ij}} + \sum_{(k,l) \in I(i,j)} \frac{f_{kl}}{C_{kl}} \leq 1$$

όπου f_{ij} είναι ο ρυθμός μονοεκπομπής στη ζεύξη (i, j) , C_{ij} είναι η χωρητικότητα της ζεύξης και $I(i, j)$ είναι το σύνολο των ζεύξεων που παρεμβάλουν στον (i, j) .

Μια απαραίτητη συνθήκη είναι:

$$\frac{f_{ij}}{C_{ij}} + \sum_{(k,l) \in Q(i,j)} \frac{f_{kl}}{C_{kl}} \leq 1$$

όπου $Q(i, j)$ είναι η ομάδα στο γράφο διενέξεων (conflict) που περιλαμβάνει τη ζεύξη (i, j) .

Για την επίτευξη της ευρυεκπομπής MAC, επεκτείνεται το ανωτέρω μοντέλο της μονοεκπομπής MAC. Ορίζεται ως εμβέλεια μετάδοσης, η απόσταση στην οποία η πιθανότητα λήψης των πακέτων είναι κάτω από ένα μικρό κατώφλιο. Ως εκ τούτου, η εμβέλεια μετάδοσης και παρεμβολής μπορούν να θεωρηθούν ίδιες όσον αφορά την απόσταση. Στο μοντέλο της ευρυεκπομπής MAC, οι ανταγωνιστές πομποί έχουν την

δυνατότητα να πολυπλέξουν βέλτιστα το κανάλι χωρίς να υπάρξουν συγκρούσεις που προκαλούνται συνήθως από τα εκτεθειμένα τερματικά. Χωρίς βλάβη της γενικότητας, θεωρείται ότι η χωρητικότητα του $\forall(i, j) \in E$ ατομικά είναι η ίδια με τη χωρητικότητα C του καναλιού του επιπέδου MAC. Σημειώνεται με b_i ο ρυθμός με τον οποίο ο κόμβος i εκπέμπει πακέτα στη διαδρομή προς τον προορισμό. Δύο πομποί θεωρούνται ότι ανταγωνίζονται μεταξύ τους αν βρίσκονται στην εμβέλεια ενός κοινού δέκτη και ο κόμβος δεν μπορεί να μεταδίδει και να λαμβάνει ταυτόχρονα. Συνεπώς, για κάθε δέκτη (και πιθανό πομπό) $i \in V/S$ ισχύει:

$$b_i + \sum_j b_j \leq C, \quad (j \in N(i))$$

όπου $N(i)$ είναι το σύνολο των κόμβων μέσα στην εμβέλεια του i .

Επιπλέον, πρέπει να μοντελοποιηθεί πώς οι πληροφορίες εκπέμπονται (broadcast) κατά μήκος των διαδρομών στο γράφο $G(V, E)$. Με p_{ij} υποδηλώνεται η μιας κατεύθυνσης πιθανότητα λήψης της ζεύξης (i, j) . Έστω ένα βασικό σενάριο, στο οποίο η πηγή S αποστέλλει κωδικοποιημένα πακέτα στον προορισμό T μέσω δύο διαδρομών καθεμιά από τις οποίες περιλαμβάνει ένα προωθητή που σημειώνονται ως u και v ($u \notin N(v)$), αντίστοιχα. Παρατηρείται ότι αν τα u και v λαμβάνουν από την πηγή S διαφορετικά σύνολα από γραμμικώς ανεξάρτητα πακέτα, τότε μπορούν να παράγουν γραμμικώς ανεξάρτητα πακέτα προς το T με μεγάλη πιθανότητα. Επιπλέον, όταν υπάρχουν απώλειες στις ζεύξεις, η πιθανότητα ώστε τα u και v να έχουν το ίδιο σύνολο γραμμικώς εξαρτημένων πακέτων είναι τόσο μικρή όσο το $(p_{Su} \cdot p_{Sv})^q$, όπου q είναι η ακολουθία των πακέτων που εκπέμπονται από τη πηγή S . Για το λόγο αυτό θεωρείται ότι τα u και v μπορούν ανεξαρτήτως να συνεισφέρουν πληροφορίες προς τον προορισμό T . Ωστόσο, είναι ανέφικτο για τα u και v να αποφασίσουν αν οι πληροφορίες αυτές είναι ανεξάρτητες των υπαρχόντων πακέτων που έχουν ληφθεί από τον προορισμό T και να καθορίσουν τον αντίστοιχο βέλτιστο ρυθμό εκπομπής (broadcast rate). Για την εύρεση μιας κατανεμημένης, αλλά όχι απαραίτητα βέλτιστης λύσης, ακολουθείται η ακόλουθη διαδικασία.

Έστω ότι ο ρυθμός ροής της πληροφορίας (information flow rate) στη ζεύξη (i, j) είναι x_{ij} . Επομένως, ο ρυθμός εκπομπής του i πρέπει να υποστηρίζει το x_{ij} ακόμη

και στην περίπτωση των χαμένων πακέτων: $b_i p_{ij} \geq x_{ij}$. Αυτό σημαίνει ότι οι ζεύξεις που έχουν υψηλότερη ποιότητα θα έχουν ευνοϊκότερη μεταχείριση ενώ αυτές που λαμβάνουν ευκαιριακά τα πακέτα και συνεισφέρουν στη ροή περιλαμβάνονται εξίσου.

Δεδομένων των ανωτέρω μοντέλων, το πρόβλημα της μεγιστοποίησης του ρυθμού διέλευσης (throughput) διατυπώνεται ως εξής:

$$sUnicast : \quad \max \quad \gamma \quad (3.3)$$

περιορισμοί:
$$\sum_j x_{ij} - \sum_j x_{ji} = \pi(i) \quad (3.4)$$

$$x_{ij} \geq 0 \quad (3.5)$$

$$b_i + \sum_j b_j \leq C, \quad i \neq S \quad (3.6)$$

$$b_i p_{ij} \leq x_{ij}, \quad i \neq T \quad (3.7)$$

όπου $i \in V$, $(i, j) \in E$, $(j, i) \in E$ και

$$\pi(i) = \begin{cases} \gamma & \text{αν } i = S \\ -\gamma & \text{αν } i = T \\ 0 & \text{διαφορετικά} \end{cases}$$

Ο περιορισμός (3.4), δηλαδή, η ιδιότητα της διατήρησης της ροής, ισχύει στην περίπτωση του OMNC, διότι το πρωτόκολλο δημιουργεί νέα πακέτα μόνο όταν τα εισερχόμενα πακέτα είναι καινοτόμα, όπως αναφέρθηκε προηγουμένως. Ένα εξαρτημένο πακέτο δεν συνεισφέρει στη ροή της πληροφορίας και, συνεπώς, δεν συνυπολογίζεται. Το ανωτέρω πρόβλημα sUnicast αποτελεί ένα πρόβλημα γραμμικού προγραμματισμού και το μέγεθός του είναι ανάλογο του αριθμού των κόμβων V , με αποτέλεσμα να επιλύεται σε πολυωνυμικό χρόνο.

Ο περιορισμός (3.6) είναι απαραίτητος για την αποφυγή συγκρούσεων, αν και μπορεί να χρησιμοποιηθεί για τη σύγκριση των πρωτοκόλλων κωδικοποίησης και δρομολόγησης σε επίπεδο εφαρμογής. Αξιοσημείωτο είναι το γεγονός ότι ο ρυθμός διέλευσης γ στην (3.3) μπορεί να μην είναι ο πραγματικός ρυθμός ροής πληροφορίας, λόγω της πιθανής εξάρτησης των διαφορετικών ροών πακέτων που φθάνουν στον προορισμό. Εντούτοις, σκοπός της sUnicast είναι ο καθορισμός ενός ρυθμού εκχώρησης b που εκμεταλλεύεται τις πολλαπλές ευκαιριακές διαδρομές και

λαμβάνει υπόψη του τον ανταγωνισμό ανάμεσα σε γειτονικούς κόμβους, από το να υπολογίζει απλά τη βέλτιστη τιμή του ρυθμού διέλευσης.

3.4.3 Κατανεμημένος αλγόριθμος ρυθμού ελέγχου

Μια προσέγγιση που προτάθηκε για την επίλυση του ανωτέρω προβλήματος γραμμικού προγραμματισμού, και, συνεπώς, για τη δημιουργία ενός αλγορίθμου για το ρυθμό ελέγχου, έχει ως εξής. Χαλαρώνοντας τον περιορισμό (3.7) που εμπλέκει το διάνυσμα του ρυθμού εκπομπής b και το διάνυσμα του ρυθμού πληροφορίας x , το πρόβλημα διαχωρίζεται σε δύο υποπροβλήματα, καθένα εκ των οποίων επιλύεται ξεχωριστά ως προς ένα από τα ανωτέρω διανυσμάτων.

Καταρχήν, χαλαρώνεται ο περιορισμός (3.7) χρησιμοποιώντας τον πολλαπλασιαστή Lagrange, δηλαδή το διάνυσμα λ . Η συνάρτηση Lagrange προκύπτει:

$$L(b, x, \lambda) = \gamma + \sum_{(i,j) \in E} \lambda_{ij} (b_i p_{ij} - x_{ij}) \quad (3.8)$$

Με βάση το θεώρημα της δυϊκότητας, το αρχικό πρόβλημα βελτιστοποίησης sUnicast είναι ισοδύναμο με το χαλαρωμένο (relaxed) πρόβλημα:

$$\min_{\lambda} \max_{x, b} L(b, x, \lambda) \quad (3.9)$$

Το αντίστοιχο πρόβλημα με τον πολλαπλασιαστή Lagrange μπορεί να επιλυθεί με τη μέθοδο της υποβάθμισης (subgradient method):

$$\lambda_{ij}(t+1) = [\lambda_{ij}(t) - \theta(t)(b_i p_{ij} - x_{ij})]^+ \quad (3.10)$$

όπου $[\cdot]^+$ συμβολίζει την προβολή στη μη αρνητική ορθογώνιο. Με t συμβολίζεται ο δείκτης των επαναληπτικών βημάτων της ενημέρωσης ενώ $\theta(t)$ είναι το μέγεθος του βήματος κατά την επανάληψη t . Επιπλέον, υιοθετείται η ελάττωση του μεγέθους των βημάτων που εγγυάται τη σύγκλιση ανεξαρτήτως από την αρχική τιμή του λ .

Συγκεκριμένα, $\theta(t) = \frac{A}{B + C \cdot t}$, όπου A, B και C είναι ρυθμιζόμενες παράμετροι που ελέγχουν την ταχύτητα σύγκλισης.

Επιπλέον, το αντίστοιχο πρωτεύον πρόβλημα $\max_{x, b} L(b, x, \lambda)$ χωρίζεται σε δύο υποπροβλήματα:

$$\text{SUB1: } \max_x \gamma - \sum_{(i,j) \in E} \lambda_{ij} x_{ij} \quad (3.11)$$

που υπόκειται στους περιορισμούς (3.4) και (3.5), και

$$\text{SUB2: } \max_b \sum_{(i,j) \in E} \lambda_{ij} p_{ij} b_i \quad (3.12)$$

που υπόκειται στον περιορισμό (3.6).

Λόγω αυτού του διαχωρισμού, απαιτείται η βελτιστοποίηση δύο υποπροβλημάτων: του προβλήματος της ευκαιριακής πολυδιαδρομικής δρομολόγησης (SUB1), και του προβλήματος εκχώρησης των ρυθμών ευρυεκπομπής και ρυθμών κωδικοποίησης (SUB2). Η επίλυση των δύο προβλημάτων γίνεται ξεχωριστά και συντονίζεται από το πολλαπλασιαστική Lagrange λ .

Το πρόβλημα SUB1 υποθέτει δομή παρόμοια με αυτή του γνωστού προβλήματος ελαχίστου κόστους ροής. Ωστόσο, ο ρυθμός της ροής σε κάθε ζεύξη δεν έχει άνω φράγμα (αφού ο περιορισμός (3.7) έχει χαλαρώσει), και ο ρυθμός διέλευσης γ εμφανίζεται στην αντικειμενική συνάρτηση. Με βάση αυτές τις διαφορές, προτείνεται μια εναλλακτική προσέγγιση για το πρόβλημα.

Το αρχικό πρόβλημα μεγιστοποίησης του ρυθμού διέλευσης μετασχηματίζεται σε πρόβλημα μεγιστοποίησης της χρησιμότητας $U(\gamma)$. Η $U(\gamma)$ είναι μια μονότονη αύξουσα και αυστηρώς κοίλη συνάρτηση. Μια τέτοια συνάρτηση μπορεί να είναι η $\ln(\gamma)$. Ο μετασχηματισμός αυτός μπορεί να επιτύχει την ίδια βέλτιστη λύση για τα x και b , όπως και το αρχικό πρόβλημα. Το μετασχηματισμένο πρόβλημα είναι

$$\min_x \sum_{(i,j) \in E} \lambda_{ij} x_{ij} - U(\gamma) \quad (3.13)$$

το οποίο υπόκειται στους περιορισμούς (3.4) και (3.5).

Αυτό αποτελεί ένα πρόβλημα ελάχιστης διαδρομής με καθιερωμένες (εξακριβωμένες) καταναμημένες λύσεις ως προς το διάνυσμα x . Με την υπόθεση ότι το κόστος μιας μονάδας ροής είναι p_{\min} (που προκύπτει από το άθροισμα των κοστών λ_{ij} κάθε ζεύξης στη βραχύτερη διαδρομή), αν σταλούν γ μονάδες κίνησης μέσα από αυτή, το ολικό κόστος θα είναι γp_{\min} . Για να επιτευχθεί η ελάχιστη τιμή της αντικειμενικής συνάρτησης, δηλαδή για να επιτευχθεί το ελάχιστο κόστος, απαιτείται

$$\frac{d}{d\gamma} [\gamma p_{\min} - U(\gamma)] = 0, \text{ από όπου προκύπτει:}$$

$$\gamma = U'^{-1}(p_{\min}) \quad (3.14)$$

Συνεπώς, το πρόβλημα (3.13) απαιτεί την αποστολή $U'^{-1}(p_{\min})$ μονάδων κίνησης από τη μικρότερη διαδρομή σε κάθε επανάληψη της διαδικασίας βελτιστοποίησης (optimization iteration). Λαμβάνοντας την Hessian της αντικειμενικής συνάρτησης (3.11), αποδεικνύεται ότι η συνάρτηση αυτή δεν είναι αυστηρώς κυρτή πράγμα που υποδηλώνει την πιθανή απώλεια μιας πρωταρχικής εφικτής λύσης. Λόγω αυτού, χρησιμοποιείται η πρωταρχική μέθοδος ανάκτησης (primal recovery method) ώστε να διατηρηθεί η δυνατότητα υλοποίησης του πρωταρχικού προβλήματος:

$$x_{ij}(t) = \frac{1}{t} \sum_{k=1}^t x_{ij}^k \quad (3.15)$$

όπου x_{ij}^k είναι ο ρυθμός που εκχωρείται στη ζεύξη (i, j) κατά την επανάληψη k . Σημειώνεται ότι η μικρότερη διαδρομή μπορεί να αλλάξει με το κόστος ζεύξης λ_{ij} κατά τη διαδικασία της επαναληπτικής βελτιστοποίησης. Κατά τη διάρκεια κάθε επανάληψης επιλέγεται η μικρότερη διαδρομή. Εντούτοις, σύμφωνα με την (3.15) δεν λαμβάνεται μόνο μια πρωταρχική εφικτή λύση, αλλά μια μέθοδος πολυδιαδρομικής δρομολόγησης που εκχωρεί τον κατάλληλο ρυθμό σε όλες τις ζεύξεις.

Στη συνέχεια, επιλύεται το πρόβλημα SUB2 χρησιμοποιώντας τη χαλάρωση Lagrange (Lagrange relaxation). Η Lagrangian μορφή του SUB2 είναι:

$$\min_{\beta} \max_b \sum_{i \in V} w_i b_i - \beta_i (b_i + \sum_j b_j - C) \quad (3.16)$$

όπου $w_i = \sum_j \lambda_{ij} p_{ij}$, $\forall (i, j) \in E$. Με β_i συμβολίζεται ο πολλαπλασιαστής Lagrange, ο οποίος υποδηλώνει την τιμή της συμφόρησης που χρεώνεται στον κόμβο i για την παραβίαση της χωρητικότητας του καναλιού. Μια τέτοια τιμή συμφόρησης μπορεί να δημιουργηθεί από το ίδιο το MAC πρωτόκολλο. Αυτό αιτιολογεί τις πρακτικές εφαρμογές της διατύπωσης του OMNC, αν και ο περιορισμός στο χρονοπρογραμματισμό (3.6) δεν μοντελοποιεί απόλυτα ένα πραγματικό MAC πρωτόκολλο.

Όπως και πριν, το αντίστοιχο πρόβλημα με τον πολλαπλασιαστή Lagrange για το SUB2 μπορεί να επιλυθεί με τη μέθοδο της υποβάθμισης:

$$\beta_i(t+1) = \left[\beta_i(t) - \theta(t) (b_i(t) + \sum_j b_j - C) \right]^+ \quad (3.17)$$

όπου υιοθετείται το ίδιο μέγεθος βήματος $\theta(t)$ όπως και στη (10). Το Lagrangian υποπρόβλημα για το (14) μπορεί να γραμμικοποιηθεί ως εξής:

$$\max_b \sum_{i \in V} (w_i - \beta_i - \sum_j \beta_j) b_i + \beta_i C \quad (3.18)$$

Αφού το πρόβλημα αυτό είναι γραμμικό, η μέθοδος του πολλαπλασιαστή Lagrange δεν παράγει απαραίτητα μια πρωταρχική λύση b_i . Συνεπώς, χρησιμοποιείται η άμεση (proximal) μέθοδος και προστίθεται ένας δευτεροβάθμιος όρος ώστε να γίνει αυστηρά κυρτή:

$$\max_b \sum_{i \in V} (w_i - \beta_i - \sum_j \beta_j) b_i - \phi \|b - b(t)\|^2 + \beta_i C$$

και ενημερώνεται το b_i σύμφωνα με την αναδρομική σχέση:

$$b_i(t+1) = b_i(t) - \frac{w_i - \beta_i - \sum_j \beta_j}{2\phi} \quad (3.19)$$

όπου το ϕ είναι μια αυθαίρετα μικρή θετική σταθερά που επιτρέπει στην ενημέρωση (3.19) να είναι αυθαίρετα κοντά στη βέλτιστη τιμή του b_i . Για να επιτευχθεί ένα φράγμα στις επαναλήψεις, επιλέγεται ένα χαλαρό άνω και κάτω φράγμα στο ρυθμό εκπομπής (broadcast rate) b_i , δηλαδή, $0 \leq b_i \leq C$, τα οποία είναι σύμφωνα με τους περιορισμούς στο αρχικό πρόβλημα. Αφού το διάνυσμα b αποτελεί πρωταρχική μεταβλητή του αρχικού προβλήματος (3.8), εφαρμόζεται η μέθοδος πρωταρχικής ανάκτησης (primary recovery method) που εγγυάται μια πρωταρχική βέλτιστη λύση κατά τρόπο όμοιο όπως στο SUB1:

$$b_i(t) = \frac{1}{t} \sum_{k=1}^t b_i^k \quad (3.20)$$

Στον πίνακα 3.1 περιγράφεται συνοπτικά η προηγούμενη διαδικασία για περίπτωση μετάδοσης μονοεκπομπής.

1. **Αρχικοποίηση Παραμέτρων.** Δίδονται στα στοιχεία των b , x μικροί θετικοί αριθμοί. Δίδονται τιμές 0 στις δυαδικές μεταβλητές.
2. **Επίλυση του κυρίως προβλήματος** (3.9). Επανάληψη των ακόλουθων βημάτων μέχρι να επιτευχθεί σύγκλιση.
3. **Επίλυση του SUB1:** Εύρεση της μικρότερης διαδρομής με καταναμημένο τρόπο, με κόστος ζεύξης λ_{ij} . Ενημέρωση του ρυθμού πληροφορίας x_{ij} σύμφωνα με τις (3.14) και (3.15)
4. **Επίλυση του SUB2:** για κάθε κόμβο $i \in V$, ενημερώνεται η πρωταρχική μεταβλητή b_i μέσω των (3.19) και (3.20). Ενημερώνεται η τιμή συμφόρησης β_i μέσω της (3.17). Αποστέλλονται τα νέα β_i και b_i στους γείτονες.
5. Ενημερώνεται ο πολλαπλασιαστής Lagrange λ_{ij} μέσω της (3.8).

Πίνακας 3.1: Κατανεμημένος αλγόριθμος ρυθμού ελέγχου.

Είναι σαφές ότι, ακολουθώντας την ανωτέρω διαδικασία για τα προβλήματα SUB1 και SUB2, προκύπτουν μοναδικές λύσεις. Επιπλέον, η πρωταρχική μέθοδος ανάκτησης εγγυάται ότι η βέλτιστη δυϊκή λύση του κυρίως προβλήματος (3.9) συγκλίνει σε μια πρωτεύουσα βέλτιστη λύση. Συνεπώς, ο κατανεμημένος αλγόριθμος του ρυθμού ελέγχου εγγυάται τη σύγκλιση.

3.4.4 Πρακτικά θέματα

Εκτός από το μηχανισμό του ρυθμού ελέγχου, πρέπει να βελτιωθεί και η σχεδίαση του OMNC όσον αφορά τις ακόλουθες πλευρές:

Βαθμιαία αποκωδικοποίηση. Ένα βασικό χαρακτηριστικό της εφαρμογής του OMNC είναι η βαθμιαία αποκωδικοποίηση χρησιμοποιώντας την απαλοιφή Gauss-Jordan (Gauss-Jordan elimination), η οποία διατηρεί τον αποκωδικοποιημένο πίνακα στην ελαττωμένη σχηματισμένη κατά σειρά μορφή (reduced row-echelon form). Η απαλοιφή Gauss-Jordan επιτρέπει στον κόμβο – προορισμό να εκτελεί άμεσα ανεξάρτητο έλεγχο και αποκωδικοποίηση χωρίς να περιμένει όλα τα n ανεξάρτητα πακέτα μιας γενεάς να φθάσουν στον προορισμό για να αποκωδικοποιηθούν. Ένα μη καινοτόμο πακέτο θα δημιουργήσει μια σειρά με μηδενικά στον ελαττωμένο πίνακα και απορρίπτεται άμεσα. Όταν και τα n ανεξάρτητα πακέτα φθάσουν στον προορισμό, το αριστερό σκέλος του ελαττωμένου πίνακα είναι ο ταυτοτικός πίνακας και το δεξί σκέλος είναι οι αρχικές μη κωδικοποιημένες ομάδες δεδομένων της πηγής. Μια τέτοια εφαρμογή μπορεί να μειώσει την καθυστέρηση που προκαλείται από την κωδικοποίηση δικτύου, με άμεσο αποτέλεσμα τη βελτίωση του ρυθμού διέλευσης.

Επιταχυνόμενη κωδικοποίηση δικτύου. Για περαιτέρω βελτίωση της κωδικοποίησης δικτύου έχει σχεδιαστεί ένα επιταχυνόμενο μοντέλο (framework) που περιλαμβάνει κωδικοποίηση και βαθμιαία αποκωδικοποίηση χρησιμοποιώντας τις οδηγίες x86 SSE2. Αντίθετα με την παραδοσιακή αναζήτηση πίνακα, το μοντέλο εκτελεί πολλαπλασιασμό πινάκων άμεσα χρησιμοποιώντας μια επαναληπτική προσέγγιση σε ένα πεπερασμένο πεδίο Rijndael. Ο πολλαπλασιασμός αυτός, που βασίζεται στην επαναληπτική προσέγγιση, επιτρέπει την επεξεργασία δύο bytes μιας σειράς εντός μιας επανάληψης βάσει των SSE2 εντολών. Σε σύγκριση με ένα βασικό

μοντέλο, το επιταχυνόμενο μοντέλο μπορεί να επιτύχει 3 με 5 φορές μεγαλύτερη αποδοτικότητα, που εξαρτάται από το μέγεθος της γενεάς και της ομάδας δεδομένων.

Επιλογή κόμβων και κατασκευή των πολλαπλών διαδρομών. Μια διαδικασία επιλογής κόμβων είναι απαραίτητη ώστε να επιλεγούν οι πιθανοί προωθητές. Μετά την επιλογή των κόμβων, δημιουργούνται αφανώς οι πολλαπλές ευκαιριακές διαδρομές. Όλοι οι προωθητές που επιλέχθηκαν, συνεισφέρουν στην δρομολόγηση μονοεκπομπής, επανακωδικοποιώντας και επανεκπέμποντας τα καινοτόμα πακέτα ακολουθώντας το ρυθμό b . Σε αντίθεση με τα παραδοσιακά πρωτόκολλα πολυδιαδρομικής δρομολόγησης, δεν χρειάζεται ο υπολογισμός διαδρομών ανεξαρτήτων κόμβων ή συνδέσεων. Κατά τη διαδικασία της επιλογής των κόμβων, κάθε κόμβος υπολογίζει την απόστασή του από τον προορισμό χρησιμοποιώντας τον αλγόριθμο μικρότερης διαδρομής (shortest path algorithm). Έπειτα, η πηγή εκπέμπει ένα πακέτο που περιέχει πληροφορίες αποστάσεων, και από τους κόμβους που το λαμβάνουν επιλέγονται εκείνοι που βρίσκονται πλησιέστερα στον προορισμό και το επανεκπέμπουν. Όταν χρησιμοποιείται ο αλγόριθμος της μικρότερης διαδρομής, επιλέγεται ως κριτήριο δρομολόγησης (path metric) ο αναμενόμενος χρόνος εκπομπής (ETX), ο οποίος εκτιμά το συνολικό αριθμό των εκπομπών που χρειάζονται για να μεταδοθεί το πακέτο σε μια συγκεκριμένη ζεύξη, και υπολογίζεται από τον

τύπο: $ETX = \frac{1}{p_{ij}}$ για την ζεύξη (i, j) . Η πιθανότητα λήψης p_{ij} μετράται

εκπέμποντας πακέτα ανίχνευσης (probing packets), και εκτιμώντας το ποσοστό των πακέτων που λήφθηκαν σωστά σε σχέση με το συνολικό αριθμό που αποστάλθηκαν. Το OMNC βασίζεται στην υπόθεση ότι οι ποιότητες των ζεύξεων στο δίκτυο είναι σταθερές και δεν μεταβάλλονται με το χρόνο. Πραγματικές μετρήσεις φανερώνουν ότι οι ποιότητες των ζεύξεων σε στατικά ασύρματα δίκτυα υφίστανται αξιοσημείωτες διακυμάνσεις σε καθημερινή βάση. Αυτό δικαιολογεί και την επιλογή που έγινε για τη χρήση της πιθανότητας λήψης p_{ij} προκειμένου να μοντελοποιήσει τις απώλειες των δικτύων. Σε περιπτώσεις όπου η ποιότητα των ζεύξεων μεταβάλλεται σημαντικά, πρέπει να γίνεται επανεκκίνηση στις διαδικασίες της επιλογής των κόμβων και της εκχώρησης των ρυθμών (rate allocation), γεγονός που αυξάνει την επιβάρυνση. Δεδομένου, όμως, του μεγάλου κέρδους στην επίδοση του δικτύου, η κωδικοποίηση

δικτύου είναι προτιμητέα σε σχέση με την παραδοσιακή δρομολόγηση, ειδικά για επικοινωνίες μονοεκπομπής μεγάλης διάρκειας.

Διαχείριση πακέτων και ουρών. Το OMNC διαχειρίζεται τις ουρές σύμφωνα με το τυχαίο γραμμικό σχήμα κωδικοποίησης δικτύου. Όλα τα εξερχόμενα πακέτα δημιουργούνται με επανακωδικοποίηση των υπαρχόντων καινοτόμων πακέτων, με ρυθμό που εκχωρείται από τον αλγόριθμο ρυθμού ελέγχου. Κάποιοι ενδιάμεσοι κόμβοι, ειδικά όσοι βρίσκονται κοντά στην πηγή, είναι πιθανό να συλλέξουν μια ολόκληρη γενεά ανεξαρτήτων ομάδων πριν αυτά προλάβουν να φθάσουν στον κόμβο προορισμού. Πλέον, αυτοί οι κόμβοι δεν λαμβάνουν πακέτα, αφού θα είναι μη καινοτόμα. Ωστόσο, συνεχίζουν την επανακωδικοποίηση και την εκπομπή των πακέτων προς τον προορισμό με συγκεκριμένο ρυθμό, μέχρι η συγκεκριμένη γενεά να μπορεί να αποκωδικοποιηθεί στον προορισμό. Έπειτα, η πηγή λαμβάνει ένα ACK από τον προορισμό και συνεχίζει με την επόμενη γενεά. Οι ενδιάμεσοι κόμβοι απορρίπτουν τα πακέτα που ανήκουν σε γενεά που έχει εκπνεύσει όταν λάβουν είτε ένα ACK είτε ένα κωδικοποιημένο πακέτο με μεταγενέστερη ταυτότητα γενεάς (generation ID).

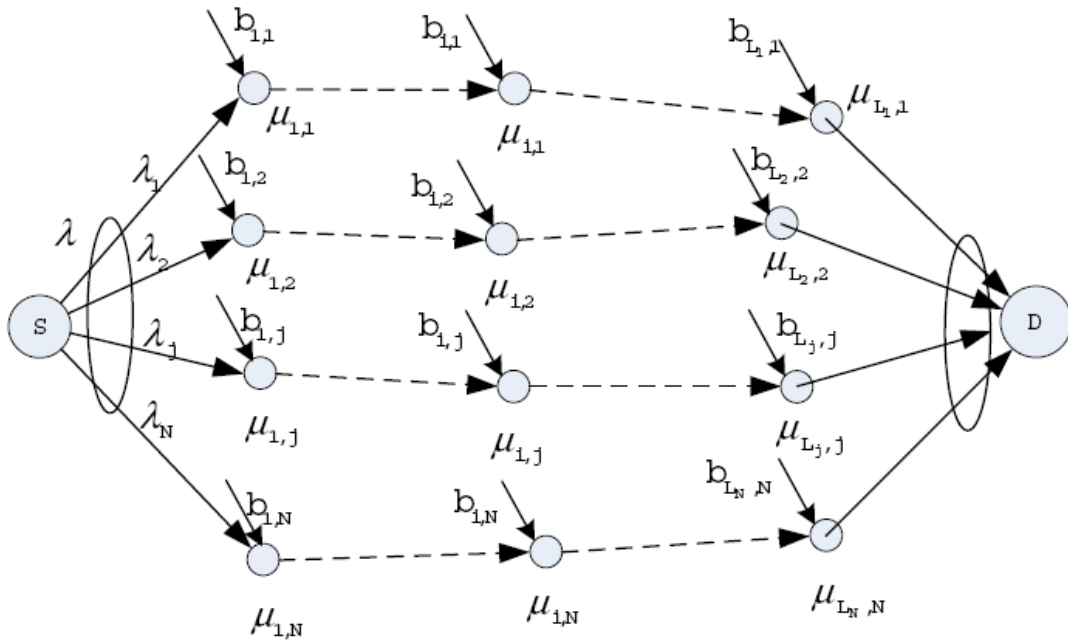
3.5 Μοντέλο πολυδιαδρομικής δρομολόγησης

Το πρόβλημα της συνδεσιμότητας σε ένα δίκτυο έχει αποκτήσει ιδιαίτερη σημασία. Είναι γεγονός ότι η κινητικότητα των κόμβων επηρεάζει τη συνδεσιμότητα του δικτύου και, επομένως, την επίδοση της δρομολόγησης. Διαφορετικά μοντέλα κινητικότητας συνεπάγονται και διαφορετικές ιδιότητες συνδεσιμότητας για το ίδιο δίκτυο. Στο παρόν εδάφιο, θα μελετηθεί μοντέλο μερικής στατικής πολυδιαδρομικής δρομολόγησης σε διαδοχικές στιγμές. Δηλαδή, χρησιμοποιείται μια μεταβλητή t για να υποδείξει το χρόνο παρατήρησης του γράφου G . Έπειτα, οι δυναμικές (dynamics) του G εκφράζονται από μια σειρά γράφων G_t , που αποτελούν πραγματικά στιγμιότυπα του χρόνου t . Ακόμη, το μοντέλο περιλαμβάνει ανεξάρτητες διαδρομές ώστε η παράδοση των πακέτων να γίνεται αποδοτικά.

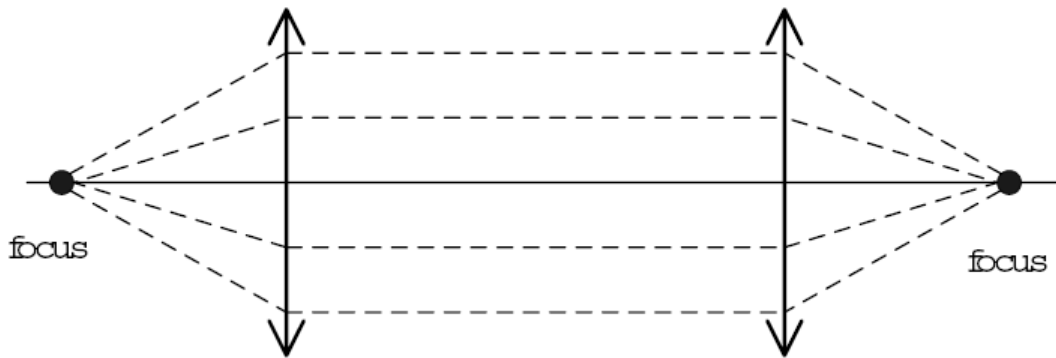
Όπως περιγράφεται από τους Canfeng et al [16], το μοντέλο που θα χρησιμοποιηθεί παρουσιάζεται στο Σχήμα 3.1, όπου υπάρχουν N διαδρομές μεταξύ πηγής και

προορισμού. Σύμφωνα με τη θεωρία των γράφων, όλοι οι κόμβοι που συμμετέχουν στη δρομολόγηση αποτελούν έναν υπογράφο του αρχικού γράφου. Αυτός ο υπογράφος σχηματίζει ορθογώνια περιοχή, το μέγεθός της οποίας εξαρτάται από την πυκνότητα των κόμβων και το διαχωρισμό πηγής – προορισμού. Για να μοντελοποιηθεί κάθε διαδρομή, θεωρείται ένα παράλληλο δίκτυο (tandem network) $M/M/1$, με πολλούς κόμβους.

Υποθέτοντας ότι η j -διαδρομή ($j=1,\dots,N$) αποτελείται από L_j ενδιάμεσους κόμβους αναμετάδοσης, μπορεί να μοντελοποιηθεί ως ένα δίκτυο όπου L_j ουρές συνδέονται σε σειρά. Έστω ότι μεταξύ των κόμβων πηγής και προορισμού υπάρχει μια ροή κίνησης με μέσο ρυθμό αφίξεων Poisson λ . Τότε οι υποροές που κατανέμονται μέσω των N ανεξάρτητων παράλληλων διαδρομών ακολουθούν εξίσου την κατανομή Poisson, και σημειώνονται ως λ_j ($j=1,\dots,N$), έτσι ώστε $\sum_{j=1}^N \lambda_j = \lambda$. Με $\mu_{i,j}$ συμβολίζεται ο μέσος όρος του ρυθμού επεξεργασίας (average processing rate) της i -ουράς κατά μήκος της j -διαδρομής, και με $b_{i,j}$ ο μέσος όρος του ρυθμού αφίξεων της παρασκηνιακής (background) κίνησης στην i -ουρά κατά μήκος της j -διαδρομής. Θεωρείται ότι η παρασκηνιακή κίνηση και η υποροϊκή (sub-flow) κίνηση είναι ανεξάρτητες. Επιπλέον, κάθε ζεύξη συνδέεται με ένα μέτρο αξιοπιστίας, $p_{i,j}$ ($i=1,\dots,L_j+1$) για να υποδηλώσει την πιθανότητα η ζεύξη που ενδιαφέρει να είναι διαθέσιμη κατά τη στιγμή της παρατήρησης.



Σχήμα 3.1



Σχήμα 3.2: Το μοντέλο του φακού (lens model) για πολυδιαδρομική δρομολόγηση με χρήση πολλαπλών βημάτων.

3.5.1 Μοντέλο εξισορρόπησης φορτίου για ανεξάρτητες πολλαπλές διαδρομές

Στα ενσύρματα δίκτυα έχει αποδειχθεί ότι η διατήρηση πολλαπλών διαδρομών μεταξύ δύο οποιονδήποτε κόμβων θα μοίραζε την κίνηση κατά δικαιότερο τρόπο και θα μετρίαζε τις επιπτώσεις που επιφέρουν οι ζεύξεις που βρίσκονται σε συμφόρηση με άμεσο αποτέλεσμα την ανθεκτικότητα του δικτύου και τη βελτίωση της χωρητικότητας σε σχέση με τη δρομολόγηση απλής διαδρομής.

Από την άλλη πλευρά, στα ασύρματα δίκτυα, πρόσφατες μελέτες έδειξαν ότι η πολυδιαδρομική δρομολόγηση δεν οδηγεί απαραίτητα σε αποδοτική κατανομή της κίνησης. Για παράδειγμα, όταν ο διαχωρισμός (separation) μεταξύ της πηγής και του

προορισμού είναι πολύ μικρός, δεν μπορεί να υπάρξει όφελος από τη χωρική αναχρησιμοποίηση των πόρων, ανεξάρτητα από τον αριθμό των διαδρομών που υπάρχουν.

Στις μέχρι τώρα μελέτες έχουν χρησιμοποιηθεί δύο αναλυτικά μοντέλα (για τα ad-hoc) για την πολυδιαδρομική δρομολόγηση, το μοντέλο δίσκου (disk model) και το μοντέλο ορθογωνίου (rectangle model). Ωστόσο, και τα δύο μοντέλα υποθέτουν ότι το φορτίο μεταξύ πηγής και προορισμού μοιράζεται εξίσου στις υπάρχουσες διαδρομές, γεγονός που δεν συνάγει με το βέλτιστο διαχωρισμό της κίνησης, αφού δεν λαμβάνει υπόψη το μέγεθος της διαδρομής και συνεπώς την καθυστέρηση. Το μοντέλο που παρουσιάζεται στη συνέχεια είναι το μοντέλο του φακού (lens model). Όπως φαίνεται και στο Σχήμα 3.2, οι κόμβοι πηγής και προορισμού βρίσκονται στο σημείο εστίασης του κυρτού φακού, και οι υποροές μοιάζουν με ακτίνες που προέρχονται από την εστίαση.

Σύμφωνα με το κεντρικό οριακό θεώρημα και μετρήσεις που έγιναν σχετικά με την κίνηση του διαδικτύου (Internet), προκύπτει ότι η από-άκρο-σε-άκρο καθυστέρηση, που αποτελείται από ένα μεγάλο αριθμό επιμέρους καθυστερήσεων στις ενδιάμεσες ουρές, ακολουθεί προσεγγιστικά την κανονική κατανομή. Η μέση καθυστέρηση από-άκρο-σε-άκρο καθώς και η διασπορά της διαδρομής j , δίνονται από τις σχέσεις:

$$\bar{D}_j(\lambda_j) = \sum_{i=1}^{L_j} \frac{1}{\mu_{i,j}(1-\rho_{i,j})} \quad \sigma_{D_j}^2(\lambda_j) = \sum_{i=1}^{L_j} \frac{1}{\mu_{i,j}^2(1-\rho_{i,j}^2)}$$

όπου με $\rho_{i,j}$ ορίζεται η χρήση (utilization) της i ουράς κατά μήκος της j διαδρομής, δηλαδή $\rho_{i,j} = (\lambda_j + b_{i,j})/\mu_{i,j}$. Σημειώνεται ότι $\lambda_{i,j} = \lambda_j, \forall i = 1, 2, \dots, L_j$.

Όταν ο στόχος είναι η ελαχιστοποίηση της μέσης από-άκρο-σε-άκρο καθυστέρησης (mean end-to-end-delay), η αντικειμενική συνάρτηση ορίζεται ως:

$$\bar{D}_{system} = \frac{\sum_{j=1}^N \bar{D}_j(\lambda_j)}{\lambda + \sum_{j=1}^N b_j} = \frac{\sum_{j=1}^N \sum_{i=1}^{L_j} \frac{1}{\mu_{i,j}(1-\rho_{i,j})}}{\lambda + \sum_{j=1}^N \sum_{i=1}^{L_j} b_{i,j}}$$

Θεωρώντας τον περιορισμό $\sum_{j=1}^N \lambda_j = \lambda$, μπορεί να προκύψει η βέλτιστη διασπορά της κίνησης με τη χρήση της μεθόδου του πολλαπλασιαστή Lagrange. Αν γ ο

πολλαπλασιαστικής Lagrange, τότε $L(\lambda_1, \lambda_2, \dots, \lambda_j, \dots, \lambda_N, \gamma) = \bar{D}_{system} + \gamma(\lambda - \sum_{j=1}^N \lambda_j)$ οπότε παραγωγίζοντας την $L(\lambda_1, \lambda_2, \dots, \lambda_j, \dots, \lambda_N, \gamma)$ ως προς λ_j προκύπτει $\frac{d}{d\lambda_j} \bar{D}_j(\lambda_j) = C \cdot \gamma, \forall j = 1, 2, \dots, N$, που οδηγεί στην εξίσωση:

$$\sum_{i=1}^{L_m} \left[\frac{1}{\mu_{i,m} - (\lambda_m + b_{i,m})} \right]^2 = \sum_{j=1}^{L_n} \left[\frac{1}{\mu_{j,n} - (\lambda_n + b_{j,n})} \right]^2, \quad (3.21)$$

$$\forall m, n \in \{1, 2, \dots, N\}, \quad m \neq n$$

Γενικά, το πρόβλημα της βέλτιστης κατανομής της κίνησης ως προς τη j διαδρομή πρέπει να λαμβάνει υπόψη του μια σειρά από παράγοντες που καθιστούν δύσκολη την επίλυσή του. Τέτοιοι παράγοντες είναι ο ρυθμός επεξεργασίας (processing rate) $\mu_{i,j}$, η ένταση της παρασκηνιακής κίνησης $b_{i,j}$ και το μήκος της διαδρομής L_j . Ωστόσο, θεωρώντας ομογενείς ρυθμούς επεξεργασίας ($\mu_{i,j} = \mu_j, \forall i$) και ομοιόμορφη παρασκηνιακή κίνηση ($b_{i,j} = b_j, \forall i$) συνάγεται ότι η λύση έγκειται στη κατανομή της κίνησης ανάλογα με το μήκος και το ρυθμό επεξεργασίας κάθε διαδρομής. Συμβολίζοντας με $d_j = \frac{1}{\mu_j - b_j}$ την καθυστέρηση της επεξεργασίας ανά βήμα (per hop) προτού επηρεαστεί (injuring) η κίνηση λ_j , προκύπτει ότι ο διαχωρισμός του φορτίου γίνεται σύμφωνα με τη σχέση

$$\frac{\lambda_j - \frac{1}{d_j}}{\lambda_i - \frac{1}{d_i}} = \sqrt{\frac{L_i}{L_j}}, \quad \forall i, j \in \{1, 2, \dots, N\}, \quad i \neq j \quad (3.22)$$

Αγνοώντας τη διαφορά στα μήκη των δρόμων, δηλαδή, θεωρώντας ότι υπάρχει μία μόνο επικρατούσα ουρά που προκαλεί συμφόρηση κατά μήκος κάθε διαδρομής και ότι είναι αυτή που συνεισφέρει περισσότερο στην καθυστέρηση, η βέλτιστη διασπορά της κίνησης ακολουθεί τη σχέση

$$\lambda_i - \lambda_j \propto \frac{1}{d_i} - \frac{1}{d_j}, \quad \forall i, j \in \{1, 2, \dots, N\}, \quad i \neq j \quad (3.23)$$

Σημειώνεται ότι σε γενικές γραμμές η υπόθεση των ομογενών ρυθμών επεξεργασίας δεν έχει ισχύ, ιδιαίτερα όταν οι πολλαπλές διαδρομές δεν διαθέτουν ανεξάρτητους κόμβους.

3.5.2 Μοντέλο καθυστέρησης για πολυδιαδρομική δρομολόγηση πολλαπλών βημάτων

Περίπτωση απλής διαδρομής: Με την υπόθεση ότι η καθυστέρηση μετάδοσης είναι αμελητέα σε σχέση με την καθυστέρηση στις ουρές κατά μήκος της πολυβηματικής διαδρομής, μπορεί, χωρίς σφάλμα, να θεωρηθεί ότι ο λανθάνων χρόνος της παράδοσης των πακέτων κατά μήκος μιας διαδρομής $(L + 1)$ βημάτων (περιλαμβάνει L ενδιάμεσες ουρές) είναι ο χρόνος παραμονής στις ουρές.

Έστω το $M/M/1/B$ μοντέλο ουράς που επεξεργάζεται τα πακέτα σύμφωνα με την αρχή FIFO (First In First Out). Για την i -ουρά με ρυθμό επεξεργασίας $\mu_{i,j}$, όταν ο ρυθμός άφιξης πακέτων είναι $\lambda_{i,j}$, ο αναμενόμενος χρόνος παραμονής στην i -ουρά της j -διαδρομής είναι

$$E(W_{i,j}) = \frac{1 - (B+1)\rho_{i,j}^B + B\rho_{i,j}^{B+1}}{\mu_{i,j}(1 - \rho_{i,j})(1 - \rho_{i,j}^B)} \quad (3.24)$$

όπου τα $\rho_{i,j} = \frac{\lambda_{i,j}}{\mu_{i,j}}$ και $\lambda_{i,j} = b_{i,j} + \lambda_j$ είναι το σύνολο της παρασκηνιακής

ενδοδιαδρομικής αναμετάδοσης της κίνησης και της κίνησης ίδιας προέλευσης, αντίστοιχα. Το B δηλώνει το μέγεθος της ουράς. Αν οι ουρές κατά μήκος μιας διαδρομής είναι ανεξάρτητες, η ελάχιστη καθυστέρηση παράδοσης στην απλή διαδρομή θα είναι σύμφωνη με την περίπτωση που μελετάται, χωρίς να απορρίπτονται πακέτα ή να υπάρχουν επαναμεταδόσεις λόγω σφαλμάτων στις ζεύξεις ή υπερχειλίση στην προσωρινή μνήμη (buffer). Αντίστοιχα, το κατώτερο όριο της μέσης καθυστέρησης παράδοσης πακέτων (mean packet delivery delay) κατά μήκος της j -διαδρομής με L_j ενδιάμεσες ουρές είναι

$$E_{SP}(W_j) \geq \sum_{i=1}^{L_j} E(W_{i,j})$$

Για ένα πιο ακριβέστερο μοντέλο καθυστέρησης πρέπει να λαμβάνονται υπόψη και άλλοι παράγοντες όπως η υπερχειλίση της προσωρινής μνήμης, η καθυστέρηση αναμετάδοσης και η πιθανότητα αποτυχίας ζεύξης $p_{i,j}$.

Περίπτωση πολλαπλών διαδρομών: Θεωρείται ότι τα πακέτα θα φθάνουν σε σειρά σε κάθε διαδρομή αντίστοιχα, και αγνοείται η καθυστέρηση επανατοποθέτησης των πακέτων σε σειρά που λαμβάνει χώρα στον προορισμό (resequencing delay). Η τελευταία απλοποίηση γίνεται διότι η παράδοση πακέτων εκτός σειράς οδηγεί σε μεταβολές στο ρυθμό μεταφοράς. Για παράδειγμα, ο TCP αποστολέας πιθανόν να μειώσει το ρυθμό αποστολής του, στην περίπτωση όπου λάβει σημαία εκτός σειράς (διπλό ACK) από τον παραλήπτη. Για το διαχωρισμό της κίνησης λόγω πολλαπλών διαδρομών, η ελάχιστη από-άκρο-σε-άκρο καθυστέρηση παράδοσης είναι

$$E_{MP}(W) = E_{SP}(W_j) \times \lambda_j \\ \geq \sum_{i=1}^{L_j} E(W_{i,j}) \times \lambda_j, \quad j = 1, \dots, N$$

Στην περίπτωση της πολυδιαδρομικής δρομολόγησης με χρήση πλεονάζουσας πληροφορίας, επειδή τα πακέτα που μεταφέρονται στις διαδρομές είναι ίδια, το φαινόμενο της εκτός σειράς παράδοσης θα έχει λιγότερες επιπτώσεις αφού ο προορισμός θα επιλέγει το πρώτο πακέτο ανάμεσα στα αντίγραφα που φθάνουν. Σε αυτή τη περίπτωση, η από-άκρο-σε-άκρο καθυστέρηση παράδοσης είναι

$$E_{MP}(W) = E \left[\min_{j=1, \dots, N} E_{SP}(W_j) \right] \\ \geq E \left[\min_{j=1, \dots, N} \sum_{i=1}^{L_j} E(W_{i,j}) \right]$$

Για παράδειγμα, η αθροιστική συνάρτηση πιθανότητας (cumulative probability function – cdf) στην περίπτωση από-άκρο-σε-άκρο καθυστέρηση παράδοσης N ανεξαρτήτων διαδρομών σε δρομολόγηση πλεονάζουσας πληροφορίας προκύπτει

$$F_D^{(N)}(t) = \Pr(\min(D_1, D_2, \dots, D_N) \leq t) \\ = 1 - \prod_{j=1}^N \left[1 - \int_{-\infty}^t f_{D_j}(u) du \right]$$

όπου $f_{D_j}(\cdot)$ είναι η κανονική πυκνότητα πιθανότητας (probability density function – pdf) της j -διαδρομής, με μέση τιμή και διασπορά που δίνεται στο «Μοντέλο εξισορρόπησης φορτίου για ανεξάρτητες πολλαπλές διαδρομές».

3.5.3 Μοντέλο αξιοπιστίας για πολυδιαδρομική δρομολόγηση πολλαπλών βημάτων

Ένα από τα σημαντικότερα σημεία της μελέτης των δικτύων είναι αυτό της εκτίμησης της αξιοπιστίας του. Η αξιοπιστία ενός δικτύου σχετίζεται άμεσα με το χρόνο ζωής των διαδρομών που χρησιμοποιούνται. Στο εδάφιο αυτό θα μελετηθεί αυτή η κατανομή του χρόνου ζωής κατά την πολυδιαδρομική δρομολόγηση. Για απλοποίηση της ανάλυσης, θεωρείται μόνο η στρατηγική διατήρησης των διαδρομών (route maintenance strategy), η οποία προσπαθεί να ανακαλύψει νέες διαδρομές μόνο όταν όλες οι υπάρχουσες είναι εκτός λειτουργίας.

Αρχικά εξετάζεται ο χρόνος ζωής μιας απλής διαδρομής. Η j -διαδρομή Δ_j εκφράζεται από τον ελάχιστο χρόνο ζωής όλων των κόμβων κατά μήκος της διαδρομής, δηλαδή, $\Delta_j = \min\{t_{1,j}, t_{2,j}, \dots, t_{L_j,j}\}$, όπου $t_{i,j}$ είναι ο χρόνος ζωής του i -ενδιάμεσου κόμβου κατά μήκος της j -διαδρομής. Με την υπόθεση ότι τα $t_{i,j}$ είναι εκθετικές, ανεξάρτητες και πανομοιότυπα κατανεμημένες τυχαίες μεταβλητές, έκαστη με ρυθμό $\varepsilon_{i,j}$, ο χρόνος ζωής της j -διαδρομής Δ_j είναι εκθετικά κατανεμημένη τυχαία μεταβλητή με ρυθμό $\varepsilon_j = \sum_{i=1}^{L_j} \varepsilon_{i,j}$, δηλαδή:

$$E_{sp}[\Delta_j] = \frac{1}{\varepsilon_j}$$

Για την περίπτωση των N ανεξαρτήτων – κόμβων πολλαπλών διαδρομών, ο χρόνος ζωής Δ θα είναι ίσος με το μέγιστο χρόνο ζωής όλων των διαδρομών. Δηλαδή, ο χρόνος μεταξύ δύο διαδοχικών διαδικασιών εύρεσης νέων διαδρομών είναι $\Delta = \max\{\Delta_1, \Delta_2, \dots, \Delta_N\}$. Με την εφαρμογή του ε_j βρίσκεται η αθροιστική συνάρτηση πιθανότητας $F_\Delta(t)$ (cdf) και η συνάρτηση πυκνότητας πιθανότητας $f_\Delta(t)$ (pdf) μέσω των σχέσεων:

$$F_\Delta(t) = \prod_{j=1}^N (1 - e^{-\varepsilon_j t})$$

$$f_\Delta(t) = \sum_{j=1}^N \varepsilon_j e^{-\varepsilon_j t} \prod_{i=1, i \neq j}^N (1 - e^{-\varepsilon_i t})$$

Αν με Δ^* συμβολιστεί η ελάχιστη διάρκεια ζωής των N διαδρομών, το άνω όριο της μέσης διάρκειας ζωής (mean lifetime) είναι

$$E[\Delta] \leq \Delta^* + \sum_{j=1}^N \frac{1}{\varepsilon_j} e^{-\varepsilon_j \Delta^*}$$

Στην περίπτωση ομογενών κόμβων, δηλαδή όταν οι κατανομές των χρόνων ζωής όλων των διαδρομών είναι πανομοιότυπες, $\varepsilon_i = \varepsilon_j = \varepsilon$, $\forall i, j$, διότι

$$\sum_{j=1}^N P(\Delta_j > \Delta^*) = \sum_{j=1}^N e^{-\varepsilon \Delta^*} = 1, \quad \text{προκύπτει ότι } \Delta^* = \frac{\log N}{\varepsilon}.$$

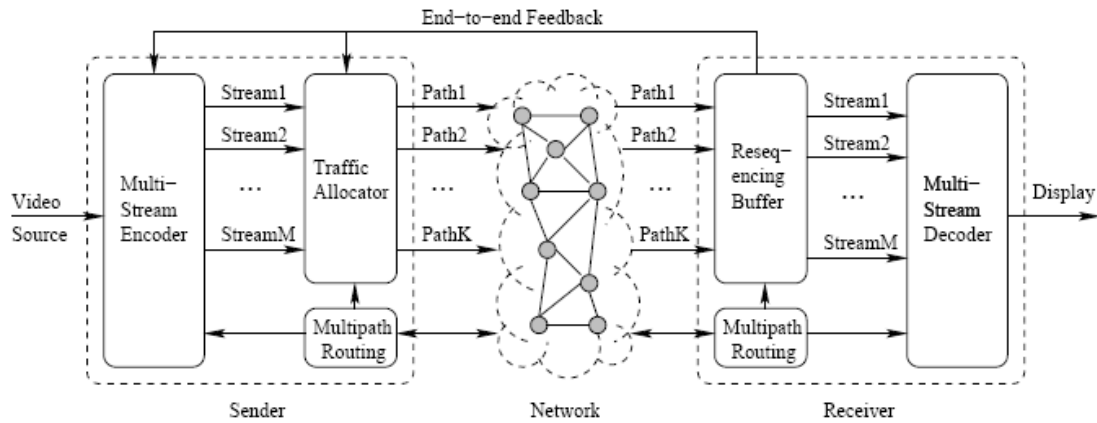
Επομένως, η αναμενόμενη τιμή του χρόνου ζωής μιας τέτοιας N – ανεξαρτήτου διαδρομής θα είναι άνω φραγμένη από

$$E_{MP}[\Delta] \leq \frac{\log N + 1}{\varepsilon}$$

Από τα προηγούμενα προκύπτει ότι αν και ο χρόνος ζωής κατά την πολυδιαδρομική δρομολόγηση είναι μεγαλύτερος από αυτόν της δρομολόγησης απλής διαδρομής, όταν το N είναι αρκετά μεγάλο, η περαιτέρω αύξησή του θα οδηγήσει σε μικρότερο όφελος όσον αφορά τη βελτίωση της αξιοπιστίας των N ανεξαρτήτων διαδρομών. Εξάλλου, η κατάλληλη επιλογή του N επηρεάζει και το διαχωρισμό της κίνησης καθώς και τον χρονοπρογραμματισμό της (traffic scheduling).

3.6 Κίνηση πραγματικού χρόνου

Η γενική ιδέα της δρομολόγησης της κίνησης με χρήση πολλαπλών διαδρομών περιλαμβάνει ένα μηχανισμό (multi-stream encoder) που κατανέμει την πληροφορία σε πακέτα και ένα άλλο μηχανισμό (traffic allocator) που διανέμει κάθε μια από τις ροές πακέτων που δημιουργούνται στις διαδρομές. Ο καταναμητής της κίνησης (traffic allocator), εξετάζοντας τις ροές της κίνησης, το σύνολο των διαδρομών και τις παραμέτρους ποιότητας υπηρεσίας, αποφασίζει σε ποιά διαδρομή θα εκχωρήσει το επόμενο πακέτο. Ο διαχωρισμός της κίνησης επηρεάζεται από ένα αριθμό παραγόντων, όπως η αυτοσυσχέτιση των δεδομένων που μεταφέρονται, οι παράμετροι ποιότητας υπηρεσίας των διαδρομών (εύρος ζώνης, καθυστέρηση) και ο αριθμός των διαδρομών που χρησιμοποιούνται. Οι παράμετροι των διαδρομών γίνονται γνωστές από την ανατροφοδότηση που υπάρχει στο δίκτυο (feedback).



Σχήμα 3.3: Η γενική αρχιτεκτονική της χρήσης πολλαπλών διαδρομών για μεταφορά κινούμενης εικόνας (video).

Στην πλευρά του δέκτη, τα εισερχόμενα πακέτα τοποθετούνται σε μια προσωρινή μνήμη επανατοποθέτησης πακέτων σε σειρά (resequencing buffer), ώστε να αποκατασταθεί η σωστή σειρά. Στην περίπτωση των εφαρμογών πραγματικού χρόνου (realtime) χρησιμοποιείται μια προσωρινή μνήμη αναπαραγωγής (playout buffer). Τα πακέτα φθάνουν στον προορισμό εκτός σειράς διότι είναι πιθανό να υπόκεινται σε διαφορετικές καθυστερήσεις. Σημειώνεται ότι ακόμη και με τη χρήση μιας μόνο διαδρομής μπορεί να παρατηρηθεί αυτό το φαινόμενο, διότι μια αποτυχία της διαδρομής θα οδηγήσει σε δρομολόγηση προς άλλη διαδρομή με διαφορετική καθυστέρηση. Σε αξιόπιστα πρωτόκολλα μεταφοράς δεδομένων (TCP), ένα πακέτο μπορεί να μείνει στη προσωρινή μνήμη αποκατάστασης της σειράς για μεγάλο χρονικό διάστημα αναμένοντας να φθάσει ένα χαμένο πακέτο με μικρότερο αριθμό σειράς (sequence number).

Αντίθετα, σε εφαρμογές πραγματικού χρόνου, η προσωρινή μνήμη αποκατάστασης της σειράς χρησιμοποιείται κυρίως για να απορροφήσει τη διακύμανση της καθυστέρησης μετάδοσης (jitter) των εισερχόμενων πακέτων. Αφού σε εφαρμογές πραγματικού χρόνου ο δέκτης παρουσιάζει άμεσα την κινούμενη εικόνα (video) ή τον ήχο (audio), κάθε πακέτο συσχετίζεται με ένα χρονικό όριο D_i (deadline), το οποίο είναι η διαφορά μεταξύ του χρόνου που εξάγεται από την προσωρινή μνήμη αποκατάστασης της σειράς ώστε να αποκωδικοποιηθεί, και του χρόνου στον οποίο μεταδίδεται από την πηγή. Σε τέτοιες εφαρμογές, ένα πακέτο θα μείνει στην προσωρινή μνήμη αποκατάστασης της σειράς το πολύ για D_i δευτερόλεπτα. Ένα πακέτο χάνεται είτε λόγω λαθών κατά τη μετάδοση (πχ. αποτυχία ζεύξης,

υπερχείλιση της προσωρινής μνήμης (buffer –overflow)) είτε διότι υπέστη καθυστέρηση μεγαλύτερη από το D_l . Στη περίπτωση των χαμένων πακέτων, όταν ένα πλαίσιο (frame) αποκωδικοποιείται, ο αποκωδικοποιητής (decoder) εφαρμόζει απόκρυψη λάθους (error concealment) ώστε να μειωθεί η ζημιά στην ποιότητα της κινούμενης εικόνας λόγω των χαμένων πακέτων.

Τέλος, επισημαίνεται ότι στη γενική περίπτωση κύριος στόχος στις εφαρμογές πραγματικού χρόνου είναι η ελαχιστοποίηση της παραμόρφωσης (distortion) των λαμβανόμενων πακέτων. Εντούτοις, από τον καταναμητή της κίνησης (traffic allocator) χρησιμοποιούνται και άλλα κριτήρια όπως η ελαχιστοποίηση της καθυστέρησης.

Κεφάλαιο 4

Ασφάλεια σε δίκτυα

4.1 Εισαγωγή

Ενα επίμαχο ζήτημα που έχει προσελκύσει την προσοχή των ερευνητών τα τελευταία χρόνια είναι η ασφάλεια στα δίκτυα. Οι ιδέες που έχουν προταθεί μέχρι τώρα αφορούν κυρίως το στρώμα μεταφοράς κατά OSI, και χρησιμοποιούν μυστικές λέξεις – κλειδιά που γνωρίζουν η πηγή και ο δέκτης. Όμως, για την επίτευξη ασφαλούς μετάδοσης, εκτός από το επίπεδο μεταφοράς μπορεί να χρησιμοποιηθεί και το φυσικό επίπεδο. Η ιδέα είναι απλή, ένα απόρρητο μήνυμα – πληροφορία τεμαχίζεται σε πολλά μέρη, τα οποία παραδίδονται στον προορισμό από διαφορετικές ανεξάρτητες μεταξύ τους διαδρομές. Έτσι, τα πακέτα μεταδίδονται στο δίκτυο μέσω διαφορετικών διαδρομών και είναι δύσκολο ένας «εχθρός» να συλλέξει όλα τα πακέτα που χρειάζονται για να υποκλέψει το μήνυμα. Η εκμετάλλευση,

λοιπόν, των πολλαπλών διαδρομών από την πηγή προς τον προορισμό οδηγεί σε μείωση της πιθανότητας υποκλοπής.

Στο κεφάλαιο αυτό μελετάται η δρομολόγηση πολλαπλών διαδρομών για την επίτευξη ασφαλούς μετάδοσης σε ένα δίκτυο. Για να συμβεί αυτό, γίνεται η υπόθεση ότι η πηγή χρησιμοποιεί κωδικοποίηση για πρόσθια διόρθωση λαθών (Forward Error Correction – FEC). Στη συνέχεια, γίνεται μια γενική αναφορά στη μέθοδο FEC και, μετά, εισάγεται ο αναγνώστης στο πρόβλημα.

4.2 Προς τα εμπρός διόρθωση λαθών

Η κωδικοποίηση FEC χρησιμοποιείται στις τηλεπικοινωνίες και στη θεωρία πληροφορίας ως ένα σύστημα ελέγχου λαθών κατά τη μετάδοση δεδομένων. Με χρήση κατάλληλου κώδικα διόρθωσης λαθών (error correction code), ο αποστολέας αποστέλλει πλεονάζουσα πληροφορία στο μήνυμά του που επιτρέπει στο δέκτη να ανιχνεύσει και να διορθώσει λάθη χωρίς να ζητήσει αναμετάδοση πακέτων. Το πλεονέκτημα της κωδικοποίησης FEC έγκειται στο ότι δεν απαιτείται αμφίδρομο κανάλι για την επικοινωνία προορισμού – πηγής και, συνεπώς, αποφεύγεται η αναμετάδοση πακέτων και η αντίστοιχη σπατάλη εύρους ζώνης. Επομένως, η διαδικασία FEC χρησιμοποιείται σε περιπτώσεις όπου η αναμετάδοση είναι είτε δαπανηρή είτε αδύνατη.

Η δυνατότητα για FEC επιτυγχάνεται προσθέτοντας πλεονασμό στη μεταδιδόμενη πληροφορία χρησιμοποιώντας ένα προκαθορισμένο αλγόριθμο. Κάθε πλεονάζον δυαδικό ψηφίο προκύπτει ως σύνθετη συνάρτηση πολλών ψηφίων πληροφορίας. Η αρχική πληροφορία μπορεί να εμφανίζεται ή όχι στην κωδικοποιημένη έξοδο. Οι κώδικες που εμφανίζουν την πληροφορία στην έξοδο ονομάζονται συστηματικοί κώδικες, ενώ οι υπόλοιποι καλούνται μη συστηματικοί.

Ένα απλό παράδειγμα είναι ένας αναλογικός προς ψηφιακό μετατροπέα που δειγματοληπτεί τρία ψηφία του σήματος δεδομένων για κάθε ψηφίο που μεταδίδεται. Αν η πλειοψηφία των δειγμάτων είναι μηδενικά, είναι πιθανό να έχει σταλεί το μηδέν (0), ενώ αν η πλειοψηφία των δειγμάτων είναι μονάδες τότε εστάλη ένα (1).

| Triplet received | Interpreted as |
|------------------|----------------|
| 000 | 0 |
| 001 | 0 |
| 010 | 0 |
| 100 | 0 |
| 111 | 1 |
| 110 | 1 |
| 101 | 1 |
| 011 | 1 |

Πίνακας 4.1: Παράδειγμα τεχνικής FEC. Κάθε ψηφίο κωδικοποιείται σε τρία άλλα ψηφία, τα οποία αποστέλλονται στο δίκτυο. Αντίστοιχα, ο δέκτης με βάση τα τρία ψηφία που έλαβε, αποκωδικοποιεί το αρχικό ψηφίο με τη χρήση της «δημοκρατικής μεθόδου».

Το σχήμα αυτό επιτρέπει σε ένα λανθασμένο ψηφίο να διορθωθεί με τη μέθοδο της «δημοκρατικής ψηφοφορίας» (“democratic voting”). Σημειώνεται ότι ο αλγόριθμος αυτός δεν είναι αποτελεσματικός και χρησιμοποιείται μόνο για διδακτικούς λόγους.

Η διαδικασία FEC επηρεάζεται από το μέσο όρο του θορύβου (averaging noise). Αφού κάθε ψηφίο πληροφορίας επηρεάζει πολλαπλά μεταδιδόμενα σύμβολα, η αλλοίωση κάποιων συμβόλων από το θόρυβο επιτρέπει συνήθως στο δέκτη να αποκτήσει την σταλμένη πληροφορία από άλλα, μη κατεστραμμένα που έχουν ληφθεί τα οποία επίσης εξαρτώνται από τις ίδιες πληροφορίες χρήστη. Εξαιτίας αυτής της συγκέντρωσης κινδύνων (risk-pooling effect), οι ψηφιακές επικοινωνίες που χρησιμοποιούν την τεχνική FEC αποδίδουν καλά όταν ο λόγος σήματος προς θόρυβο (SNR) βρίσκεται πάνω από ένα ελάχιστο κατώφλιο και δεν αποδίδουν καθόλου κάτω από το κατώφλιο αυτό. Αυτή η τάση γίνεται κατανοητή όταν χρησιμοποιούνται πολύ ισχυροί κώδικες που προσεγγίζουν το θεωρητικό όριο του Shannon. Με την παρεμβολή FEC κωδικοποιημένων δεδομένων μπορούν να μειωθούν οι ιδιότητες της τάσης αυτής. Παρόλα αυτά, η μέθοδος αυτή έχει όρια και χρησιμοποιείται αποδοτικά για δεδομένα στενής ζώνης [22].

Τα περισσότερα τηλεπικοινωνιακά συστήματα χρησιμοποιούν ένα σταθερό κώδικα καναλιού (channel code) σχεδιασμένο να ανέχεται την αναμενόμενη χειρότερη περίπτωση ποσοστού λαθών (BER). Στην περίπτωση όπου το BER χειροτερεύσει περαιτέρω, το σύστημα τίθεται εκτός λειτουργίας. Εντούτοις, ορισμένα συστήματα προσαρμόζονται σε δυναμικά μεταβαλλόμενες συνθήκες στο διάλυο. Τέτοια συστήματα είναι:

- Υβριδικό ARQ (Hybrid automatic repeat-request) που χρησιμοποιεί μια σταθερή μέθοδο FEC για τα διαστήματα όπου το FEC μπορεί να αντιμετωπίσει το ποσοστό λαθών. Στα υπόλοιπα διαστήματα χρησιμοποιούνται μηνύματα ARQ για την επαναμετάδοση των δεδομένων.
- Προσαρμοστική διαμόρφωση και κωδικοποίηση που χρησιμοποιεί μια ποικιλία ρυθμών FEC προσθέτοντας περισσότερα ψηφία πλεονασμού ανά πακέτο όταν το ποσοστό λαθών στο δίαυλο είναι υψηλό, ή αφαιρώντας τα όταν δεν χρειάζονται.

Οι δύο κύριες κατηγορίες κωδίκων που χρησιμοποιούνται στην τεχνική FEC είναι οι συμπαγείς (block) και οι συνελκτικοί κώδικες (convolutional). Επιγραμματικά, τα βασικά χαρακτηριστικά των κωδίκων αυτών είναι:

- Οι συμπαγείς κώδικες χρησιμοποιούνται σε σταθερού μεγέθους πακέτα δυαδικών ψηφίων ή συμβόλων προκαθορισμένου μεγέθους.
- Οι συνελκτικοί κώδικες χρησιμοποιούνται σε ροές δυαδικών ψηφίων ή συμβόλων αυθαίρετου μήκους.
- Ένας συνελκτικός κώδικας μπορεί να μετατραπεί σε συμπαγή, όταν αυτό είναι επιθυμητό.
- Οι συνελκτικοί κώδικες συνήθως αποκωδικοποιούνται με τον αλγόριθμο του Viterbi, αν και σε ορισμένες περιπτώσεις χρησιμοποιούνται και άλλοι αλγόριθμοι.

Υπάρχουν πολλά είδη συμπαγών κωδίκων, αλλά ο πλέον ενδιαφέρων είναι ο κώδικας Reed-Solomon λόγω της ευρείας χρήσης του σε σύμπυκνους δίσκους (compact disc), DVD και σκληρούς δίσκους υπολογιστών. Άλλα παραδείγματα συμπαγών κωδίκων είναι οι κώδικες Golay, BCH και Hamming.

Οι συνελκτικοί κώδικες βρίσκουν ευρεία εφαρμογή τόσο σε εμπορικά όσο και σε στρατιωτικά συστήματα δορυφορικών επικοινωνιών, διότι υπάρχουν ιδιαίτερα αποδοτικοί αλγόριθμοι κωδικοποίησης για διόρθωση λαθών που οδηγούν σε μεγάλα κέρδη κωδικοποίησης. Οι συνελκτικοί κώδικες δημιουργούνται σχηματίζοντας τη συνέλιξη των ψηφίων πληροφορίας με την κρουστική απόκριση ενός καταχωρητή ολίσθησης. Η κρουστική απόκριση ενός καταχωρητή ολίσθησης ορίζεται ως η

απόκριση του κωδικοποιητή όταν στην είσοδο του εμφανίζεται το ψηφίο 1, ακολουθούμενο από 0.

4.3 Εισαγωγή στο πρόβλημα

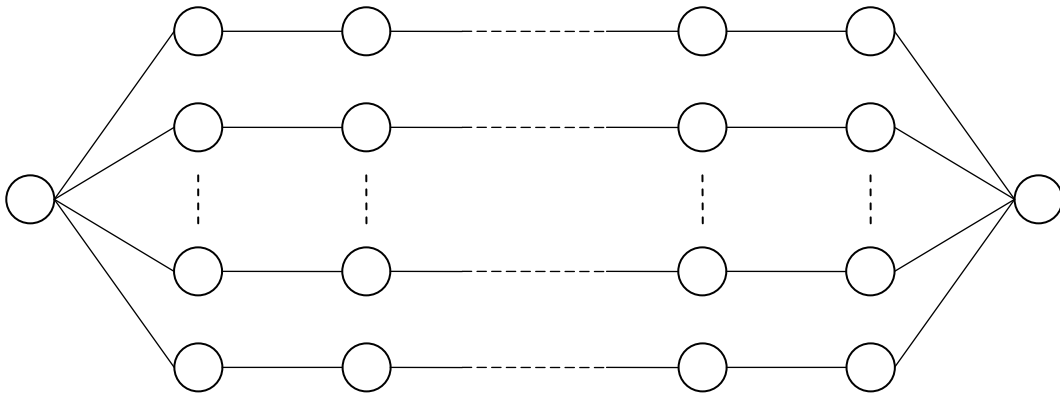
4.3.1 Χρήση FEC για την ασφάλεια κατά τη μετάδοση πακέτων

Όπως αναφέρθηκε στην προηγούμενη παράγραφο, ένας από τους σύγχρονους τρόπους για να εξασφαλιστεί η σωστή μετάδοση της πληροφορίας χωρίς να χρειαστεί επαναμετάδοση κάποιων πακέτων είναι η τεχνική FEC. Σύμφωνα με τη μέθοδο αυτή, όταν η πηγή επιθυμεί να στείλει n πακέτα πληροφορίας, αποστέλλει περισσότερα πακέτα, έστω $k > n$, κωδικοποιώντας τα n αρχικά πακέτα του χρήστη σε k κωδικοποιημένα πακέτα. Τα $k - n$ πακέτα αποτελούν τον πλεονασμό που χρησιμοποιείται για την ορθή μετάδοση του μηνύματος. Στην πλευρά του δέκτη, για την αποκωδικοποίηση της πληροφορίας και την ανάκτηση του αρχικού μηνύματος απαιτείται να ληφθούν σωστά n οποιαδήποτε πακέτα από τα k που στάλθηκαν.

Ορίζεται ως ρυθμός κώδικα ή ρυθμός πληροφορίας ενός κώδικα FEC(n,k) ο λόγος του πλήθους των πακέτων χρήσιμης πληροφορίας προς το συνολικό πλήθος πακέτων που αποστέλλονται στο δίκτυο (n/k). Όταν οι συνθήκες στο δίαυλο είναι δυσμενείς, χρησιμοποιούνται ρυθμοί κώδικα που εισάγουν μεγάλο πλεονασμό. Τέτοιοι ρυθμοί είναι οι $1/2$, $2/3$ κτλ. Αντίθετα, όταν οι συνθήκες στο δίαυλο είναι καλές, χρησιμοποιούνται κώδικες με ρυθμό $5/6$ ή $7/8$ που εισάγουν μικρό πλεονασμό.

4.3.2 περιγραφή του προβλήματος

Έστω ότι ένας χρήστης (πηγή) επιθυμεί να μεταδώσει ένα εμπιστευτικό μήνυμα προς το δέκτη (προορισμός) που δεν πρέπει να υποκλαπεί. Η πηγή με ένα αλγόριθμο, που δεν θα απασχολήσει την παρούσα εργασία, έχει ανακαλύψει όλες τις ανεξαρτήτων – κόμβων διαδρομές (Σχήμα 4.1) που θα συμμετάσχουν στην μετάδοση. Σκοπός της πηγής είναι να αποφασίσει την κατανομή του φορτίου στις διαδρομές προκειμένου να μειώσει την πιθανότητα υποκλοπής του μηνύματος από ένα «εχθρό» (eavesdropper). Η απόφαση για την κατανομή του φορτίου στις διαδρομές εξαρτάται από το ρυθμό κώδικα που θα χρησιμοποιηθεί που με τη σειρά του εξαρτάται από το ποσοστό λανθασμένων πακέτων (PER – Packet Error Rate).



Σχήμα 4.1: Τοπολογία συστήματος. Το σύστημα αποτελείται από ανεξάρτητες μεταξύ τους διαδρομές.

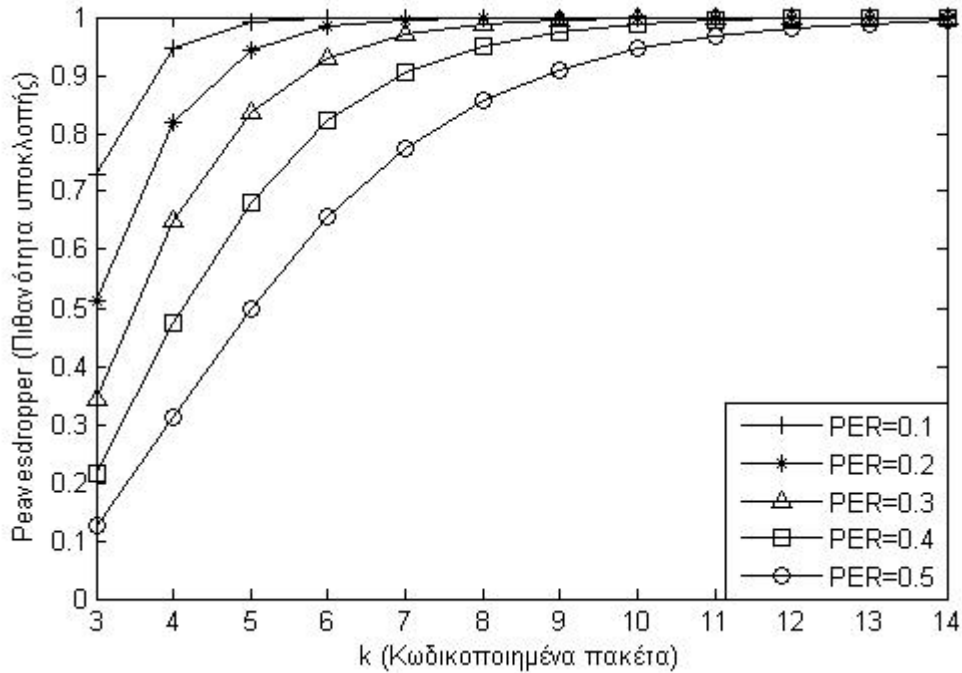
Για λόγους απλότητας θεωρείται ότι μέσα στο δίκτυο υπάρχει μόνο ένας «εχθρός» που εδρεύει σε κάποιον από τους κόμβους (πχ. δρομολογητές πλέγματος) και ότι σκοπός του είναι να υποκλέψει το μήνυμα χωρίς να το αλλοιώσει. Λόγω της περιορισμένης κινητικότητας των δρομολογητών πλέγματος του δικτύου κορμού στα WMN, ο «εχθρός» δεν μετακινείται κατά μήκος των διαδρομών ούτε μεταπηδά σε άλλες διαδρομές.

4.4 Πιθανότητα υποκλοπής μιας διαδρομής

Στη γενική περίπτωση, όταν η πηγή εκχωρεί τα πακέτα στο δίκτυο κατά τυχαίο τρόπο, υπάρχει πιθανότητα υποκλοπής του μηνύματος από τον «εχθρό». Έτσι, αν όλα τα μηνύματα δρομολογηθούν σε μια διαδρομή, ο «εχθρός» που βρίσκεται στη συγκεκριμένη διαδρομή μπορεί να υποκλέψει το μήνυμα με πιθανότητα ίση προς την πιθανότητα ο προορισμός να λάβει τα πακέτα σωστά. Όταν η πηγή χρησιμοποιεί FEC(n,k) και αποστέλλει σε μια διαδρομή, η πιθανότητα υποκλοπής από τον «εχθρό» είναι

$$P_{eavesdropper}^{SP} = \sum_{i=n}^k \binom{k}{i} (1 - PER)^i \cdot PER^{k-i} \quad (4.1)$$

Για παράδειγμα, όταν η πηγή θέλει να στείλει τρία πακέτα προς τον προορισμό ($n=3$) η πιθανότητα υποκλοπής εξαρτάται από το PER και το ρυθμό κώδικα που χρησιμοποιείται $n/k = 3/k$. Η εξάρτηση αυτή φαίνεται στο Σχήμα 4.2.



Σχήμα 4.2: Διάγραμμα της πιθανότητας υποκλοπής ως συνάρτηση του αριθμού των κωδικοποιημένων πακέτων που αποστέλλονται στο δίκτυο. Η σχεδίαση έγινε για τρία αρχικά πακέτα ($n=3$) πληροφορίας και για διάφορες τιμές του PER στη διαδρομή.

Αντίστοιχα, όταν η πηγή κατανέμει τα πακέτα σε περισσότερες από μια διαδρομές, έστω N , τότε η πιθανότητα υποκλοπής είναι:

$$P_{eavesdropper}^{MP} = \Pr \left[\begin{array}{l} \text{να ληφθούν σωστά τουλάχιστον } n \text{ πακέτα από μια διαδρομή} \\ \text{η πηγή έστειλε } k_i \text{ πακέτα σε μια διαδρομή } i \end{array} \right] \times \Pr[\text{ο "εχθρός" να βρίσκεται σε αυτή την διαδρομή}]$$

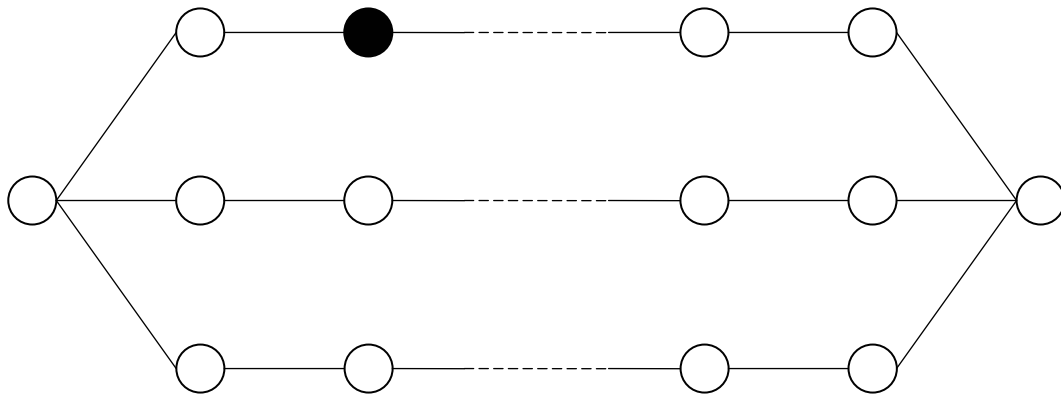
Αρκεί, λοιπόν, να υπολογιστεί ο πρώτος παράγοντας της ανωτέρω εξίσωσης. Στη συνέχεια, αναλύονται οι δυνατές τιμές που μπορεί να λάβει η πιθανότητα αυτή που εξαρτώνται από τον αριθμό των πακέτων που εκχωρούνται σε κάθε διαδρομή.

4.5 Ασφαλής μετάδοση πακέτων με χρήση πολλαπλών διαδρομών

Με κατάλληλη επιλογή του ρυθμού κώδικα FEC(n,k) και του τρόπου εκχώρησης των πακέτων στις διαδρομές μπορεί να επιτευχθεί πλήρης αξιοπιστία στο δίκτυο. Αυτό συμβαίνει όταν σε κάθε μία από τις N ανεξάρτητες διαδρομές στέλνονται λιγότερα πακέτα από όσα χρειάζεται η δέκτης ώστε να αποκωδικοποιήσει το μήνυμα. Συνεπώς, εφόσον σε κάθε διαδρομή αποστέλλονται το πολύ $n-1$ πακέτα, ο «εχθρός» δεν θα

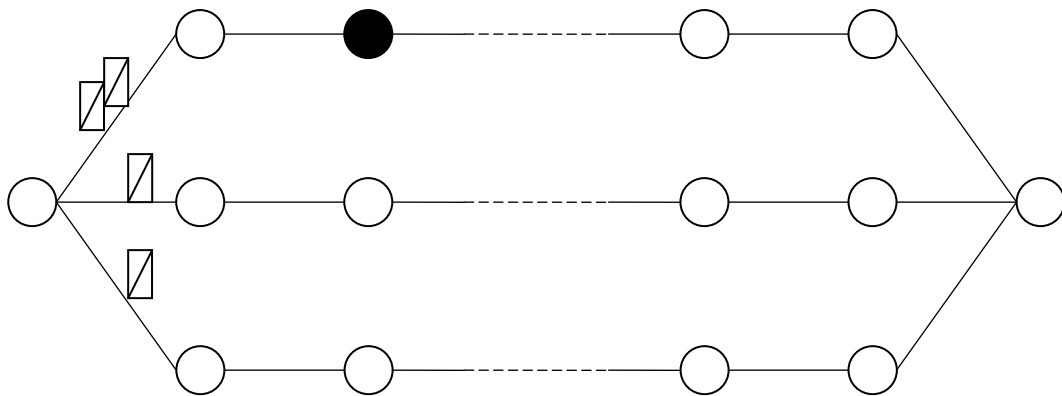
είναι σε θέση να υποκλέψει το μήνυμα. Έστω k_i ο αριθμός των πακέτων που εκχωρούνται στη διαδρομή i . Τότε, για να είναι ασφαλής η μετάδοση, πρέπει $k_i \leq n - 1$. Προφανώς, ισχύει ότι

$$\sum_{i=1}^N k_i = k \quad (4.2)$$



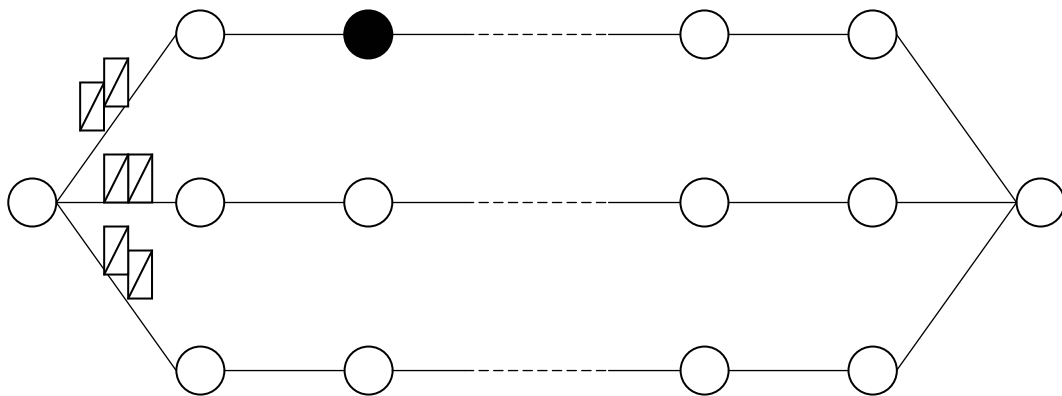
Σχήμα 4.3: Τοπολογία συστήματος με τρεις διαδρομές. Ο «εχθρός» βρίσκεται στην πρώτη διαδρομή και συμβολίζεται με μαύρο χρώμα.

Για παράδειγμα, ας θεωρηθεί η τοπολογία του Σχήματος 4.3. Ο «εχθρός» δηλώνεται ως μαύρος κόμβος. Στο συγκεκριμένο δίκτυο, η πηγή μπορεί να στείλει στον προορισμό μέσω τριών διαδρομών. Έστω ότι η πηγή θέλει να στείλει τρία πακέτα στον προορισμό, και επιλέγεται μια κωδικοποίηση FEC(3,4) σύμφωνα με την οποία η πηγή θα δρομολογήσει τέσσερα πακέτα, εκ των οποίων ο προορισμός απαιτείται να λάβει τουλάχιστον τρία προκειμένου να αποκτήσει την πληροφορία. Αν τα πακέτα καταναμηθούν ομοιόμορφα στις τρεις διαδρομές, στην χειρότερη περίπτωση ο «εχθρός» θα λάβει δύο πακέτα αλλά ακόμη και τότε δεν μπορεί να υποκλέψει την πληροφορία (Σχήμα 4.4).



Σχήμα 4.4: Τοπολογία παραδείγματος. Ο «εχθρός» βρίσκεται στην πρώτη διαδρομή στον κόμβο με μαύρο χρώμα. Η πηγή αποστέλλει δύο πακέτα στην πρώτη διαδρομή και από ένα πακέτο στις υπόλοιπες. Ο «εχθρός» δεν συγκεντρώνει τον απαιτούμενο αριθμό πακέτων ώστε να αποκωδικοποιήσει το μήνυμα. Η μετάδοση είναι ασφαλής.

Στο παράδειγμα που χρησιμοποιήθηκε γίνεται φανερό ότι ο μέγιστος ρυθμός κώδικα που μπορεί να χρησιμοποιηθεί χωρίς να υποκλαπεί το μήνυμα είναι ο FEC(3,6), αφού σε αυτή την περίπτωση η πηγή θα δρομολογήσει, σύμφωνα με την υπόθεση της ομοιόμορφης κατανομής, δύο πακέτα σε κάθε διαδρομή (βλ. Σχήμα 4.5).



Σχήμα 4.5: Τοπολογία παραδείγματος. Ο «εχθρός» βρίσκεται στην πρώτη διαδρομή στον κόμβο με μαύρο χρώμα. Η πηγή χρησιμοποιεί κωδικοποίηση FEC(3,6) και αποστέλλει δύο πακέτα σε κάθε διαδρομή. Ο «εχθρός» δεν μπορεί να αποκωδικοποιήσει το μήνυμα. Η μετάδοση θεωρείται ασφαλής.

Αντίστροφα, από την πλευρά της πηγής είναι γνωστός ο ρυθμός κώδικα. Η πηγή πρέπει να βρει τις διαδρομές από τις οποίες θα δρομολογήσει την πληροφορία. Ο ελάχιστος αριθμός των διαδρομών ανεξαρτήτων κόμβων που πρέπει να χρησιμοποιηθούν ώστε να εξασφαλίζεται ασφάλεια στην επικοινωνία για κωδικοποίηση FEC(n,k) προκύπτει από την απαίτηση σε κάθε διαδρομή να εκχωρούνται το πολύ $n - 1$ πακέτα. Επομένως,

$$(n-1) \cdot \min(N) = k \Leftrightarrow$$

$$\min(N) = \left\lceil \frac{k}{n-1} \right\rceil \quad (4.3)$$

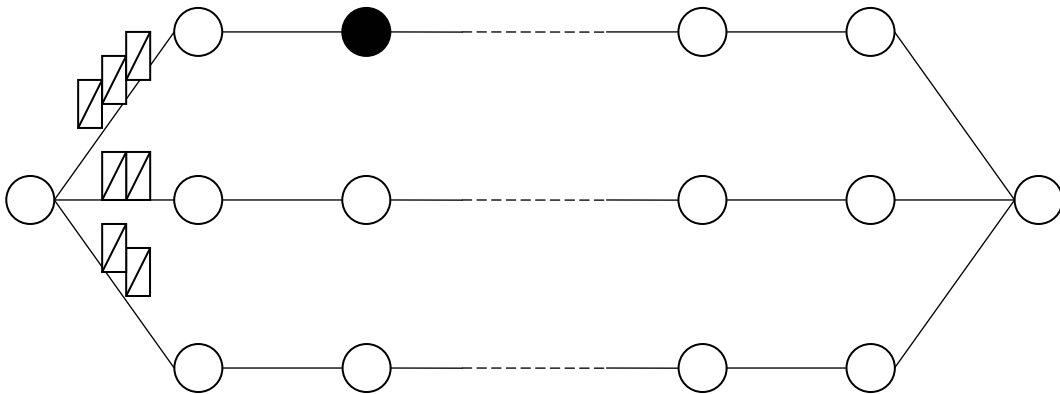
Με την επιλογή αυτή προκύπτει

$$P_{eavesdropper}^{MP} = 0$$

4.6 Πιθανότητα υποκλοπής με χρήση πολλαπλών διαδρομών

Όταν οι συνθήκες στο δίκτυο είναι δυσμενείς, η πηγή είναι αναγκασμένη να χρησιμοποιεί κάποιον ρυθμό κώδικα που εισάγει μεγαλύτερο πλεονασμό. Έτσι, αυξάνεται η πιθανότητα επιτυχημένης λήψης του μηνύματος από το δέκτη αλλά, ταυτόχρονα, αυξάνεται και η πιθανότητα υποκλοπής του μηνύματος.

Για παράδειγμα στο Σχήμα 4.6, η πηγή λόγω δυσμενών συνθηκών έχει επιλέξει ένα ρυθμό κώδικα FEC(3,7). Η εκχώρηση των επτά κωδικοποιημένων πακέτων στο δίκτυο γίνεται με ομοιόμορφο τρόπο στις τρεις διαδρομές και συνεπώς, υπάρχει διαδρομή, όπου αν βρεθεί ο «εχθρός» θα μπορέσει να υποκλέψει το μήνυμα.



Σχήμα 4.6: Τοπολογία παραδείγματος. Ο εχθρός συμβολίζεται με μαύρο χρώμα και εδρεύει στην πρώτη διαδρομή. Η πηγή χρησιμοποιεί κωδικοποίηση FEC(3,7) και δρομολογεί τα πακέτα σε τρεις διαδρομές με ομοιόμορφο τρόπο. Σε μια από τις διαδρομές θα δρομολογηθούν τρία πακέτα και υπάρχει πιθανότητα ο «εχθρός» να υποκλέψει το μήνυμα.

Στη γενική περίπτωση, όταν η πηγή υπό δεδομένο ρυθμό κώδικα FEC(n,k) χρησιμοποιεί N διαδρομές για να καταλείψει την κίνηση, με

$$N < \left\lceil \frac{k}{n-1} \right\rceil$$

τότε σε τουλάχιστον μια διαδρομή i θα δρομολογηθούν $k_i \geq n$ πακέτα. Συνεπώς, η πιθανότητα υποκλοπής προκύπτει μη μηδενική και δίνεται από τη σχέση:

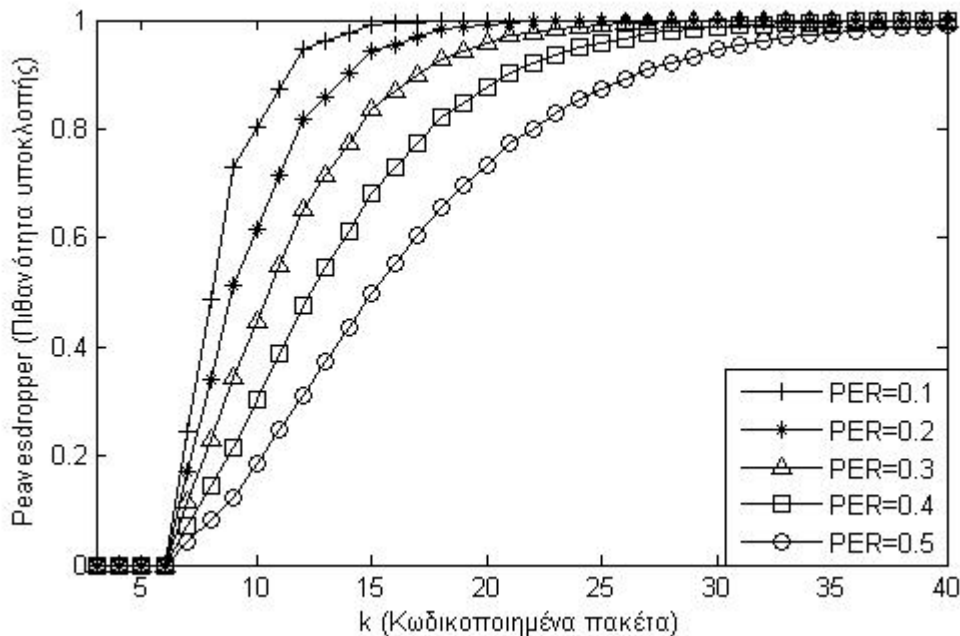
$$P_{eavesdropper}^{MP} = \frac{1}{N} \cdot \sum_{r=1}^N \left[\sum_{i=n}^{k_r} \binom{k_r}{i} (1-p_r)^i \cdot p_r^{k_r-i} \right] \quad (4.4)$$

όπου p_i το ποσοστό χαμένων πακέτων (PER) στη διαδρομή i . Σημειώνεται ότι

$$\sum_{i=0}^{-|a \neq 0|} x = 0. \text{ Η ανωτέρω σχέση αποτελεί τη γενική σχέση για την πιθανότητα}$$

υποκλοπής. Στην περίπτωση όπου ισχύει $k_i \leq n-1 < n$, η αγκύλη μηδενίζεται, και το αποτέλεσμα είναι σύμφωνο με την περίπτωση της ασφαλούς μετάδοσης που αναφέρθηκε προηγουμένως.

Στο διάγραμμα του Σχήματος 4.7 παρουσιάζεται η πιθανότητα υποκλοπής, για το προηγούμενο παράδειγμα, για διάφορους ρυθμούς κώδικα $n/k = 3/k$.



Σχήμα 4.7: Πιθανότητα υποκλοπής με χρήση τριών διαδρομών ($N=3$) ως συνάρτηση του αριθμού των κωδικοποιημένων πακέτων. Η σχεδίαση έγινε για τρία αρχικά πακέτα πληροφορίας και για διάφορα PER. Σημειώνεται ότι τα κωδικοποιημένα πακέτα κατανέμονται με ομοιόμορφο τρόπο (uniformly distributed) στις τρεις διαδρομές.

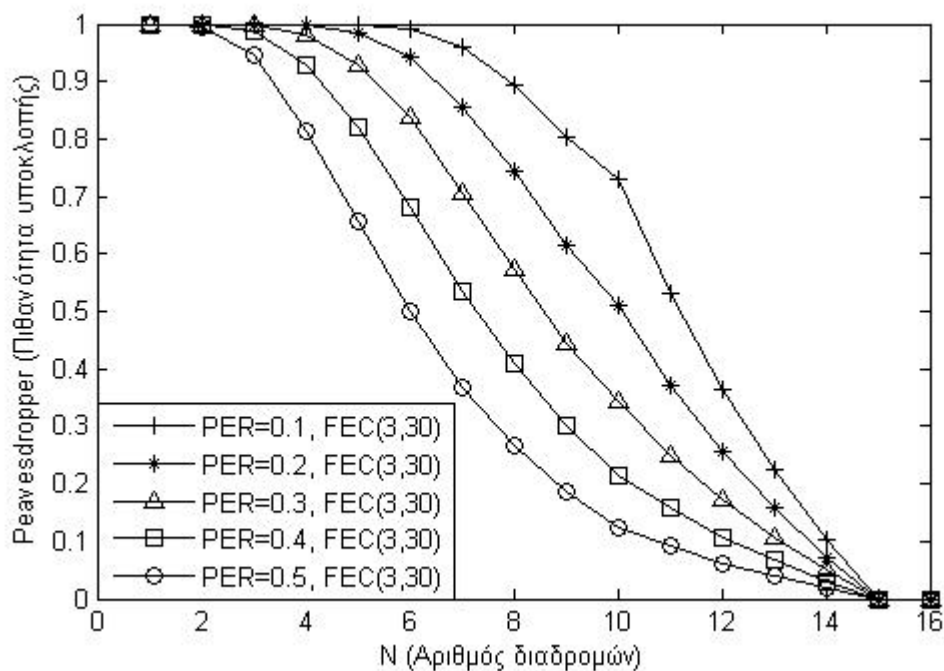
Στο διάγραμμα του Σχήματος 4.8 φαίνεται η εξάρτηση της πιθανότητας υποκλοπής ως προς τον αριθμό των διαδρομών που χρησιμοποιούνται.

Γίνεται φανερό ότι η πιθανότητα υποκλοπής εξαρτάται από το ρυθμό κώδικα που χρησιμοποιείται, από το ποσοστό λανθασμένων πακέτων PER και από τον αριθμό των διαδρομών όπου γίνεται η εκχώρηση. Δηλαδή

$$P_{eavesdropper}^{MP} = F\left(\frac{n}{k}, N, PER\right)$$

Συγκεκριμένα, η πιθανότητα υποκλοπής μειώνεται με:

1. την αύξηση του ρυθμού κώδικα n/k
2. την αύξηση του αριθμού των διαδρομών N
3. την αύξηση του ποσοστού λαθών PER



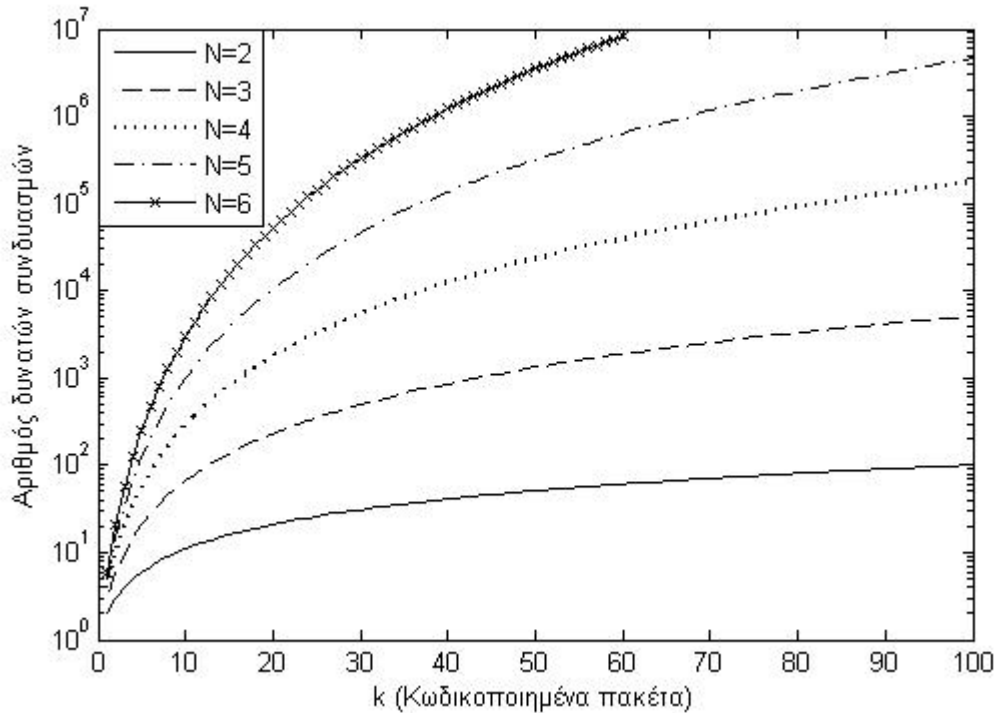
Σχήμα 4.8: Πιθανότητα υποκλοπής για FEC(3,30) ως συνάρτηση του αριθμού των διαδρομών που χρησιμοποιούνται. Η σχεδίαση έγινε για διάφορα PER. Σημειώνεται ότι τα κωδικοποιημένα πακέτα κατανέμονται με ομοιόμοφο τρόπο (uniformly distributed) στις τρεις διαδρομές. Είναι φανερό ότι περισσότερες διαδρομές έχουν ως αποτέλεσμα την ασφαλέστερη μετάδοση των δεδομένων, αφού τα πακέτα που αντιστοιχούν σε κάθε διαδρομή είναι λιγότερα.

4.7 Εκχώρηση πακέτων

4.7.1 Αριθμός δυνατών τρόπων εκχώρησης

Μέχρι στιγμής έγινε η υπόθεση ότι τα κωδικοποιημένα πακέτα κατανέμονται στις διαδρομές με ομοιόμοφο τρόπο. Αυτό όμως δεν είναι πάντα η βέλτιστη περίπτωση. Η πηγή πρέπει να αποφασίσει πώς θα καταλείψει τα k κωδικοποιημένα πακέτα στις N διαθέσιμες διαδρομές ώστε η πιθανότητα υποκλοπής να γίνει ελάχιστη. Ο αριθμός

των δυνατών συνδυασμών αυξάνεται πολυωνυμικά με βαθμό $(N - 1)$ με την αύξηση του k , υπό δεδομένο N , και για μεγάλο αριθμό διαδρομών ($N \geq 7$) είναι πολύ δύσκολο να υπολογιστεί. Ενδεικτικά παρατίθεται στο Σχήμα 4.9 το διάγραμμα που δείχνει τον αριθμό των συνδυασμών που μπορούν να γίνουν για διάφορα k στις N διαδρομές.



Σχήμα 4.9: Απεικονίζεται ο αριθμός των δυνατών συνδυασμών με τους οποίους η πηγή μπορεί να εκχωρήσει τα κωδικοποιημένα πακέτα στο δίκτυο ως συνάρτηση του αριθμού των κωδικοποιημένων πακέτων.

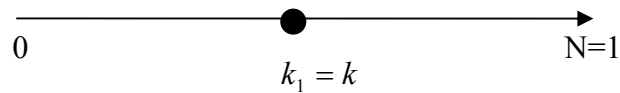
Οι αριθμοί των συνδυασμών που προκύπτουν μπορούν να υπολογισθούν με μεγάλη ακρίβεια από τους προσεγγιστικούς τύπους:

$$\left(\begin{array}{l} \text{Αριθμός} \\ \text{συνδυασμών} \end{array} \right) = \begin{cases} k + 1 & \text{για } N = 2 \\ 0,5k^2 + 1,5k + 1 & \text{για } N = 3 \\ 0,1667k^3 + k^2 + 1,833k + 1 & \text{για } N = 4 \\ 0,0417k^4 + 0,417k^3 + 1,46k^2 + 2,08k + 1 & \text{για } N = 5 \\ 0,008333k^5 + 0,125k^4 + 0,7083k^3 + 1,875k^2 + 2,283k + 1 & \text{για } N = 6 \end{cases}$$

4.7.2 Δυνατοί συνδυασμοί εκχώρησης

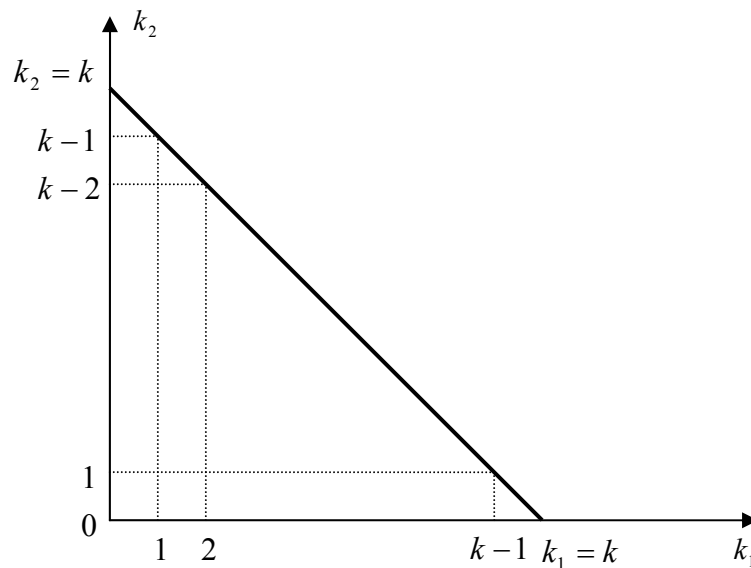
Οι συνδυασμοί των πακέτων εκφράζονται από τη σχέση $\sum_{i=1}^N k_i = k$. Οι συνδυασμοί αυτοί σχηματίζουν γεωμετρικούς τόπους. Αν ο αριθμός των πακέτων μιας διαδρομής i αναπαρασταθεί πάνω στον άξονα k_i , προκύπτουν οι δυνατοί συνδυασμοί. Διακρίνονται οι ακόλουθες περιπτώσεις:

- Για $N = 1$ η σχέση γίνεται $k_1 = k$ και ο γεωμετρικός τόπος αναπαριστά σημείο k πάνω στον άξονα k_1 .

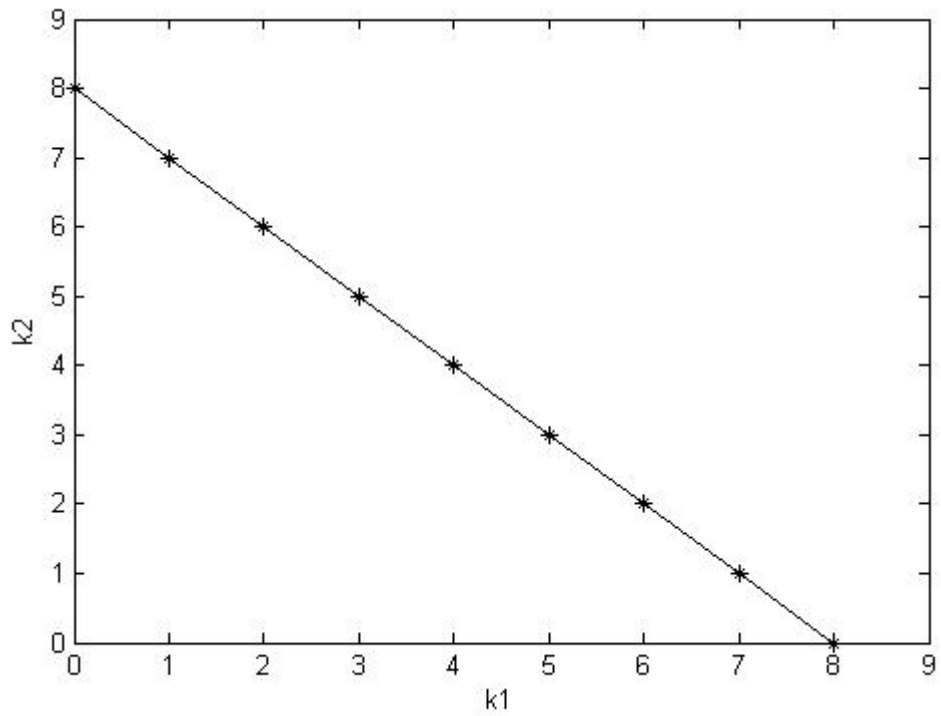


Σχήμα 4.10: Για $N=1$ διαδρομή ο γεωμετρικός τόπος των δυνατών τρόπων εκχώρησης είναι ένα σημείο.

- Για $N = 2$ η σχέση γίνεται $k_1 + k_2 = k$ και ο γεωμετρικός τόπος ως προς τους άξονες k_1 και k_2 είναι ευθεία. Τα ακέραια σημεία (συντεταγμένες) της ευθείας είναι οι δυνατοί τρόποι δρομολόγησης στις διαδρομές.

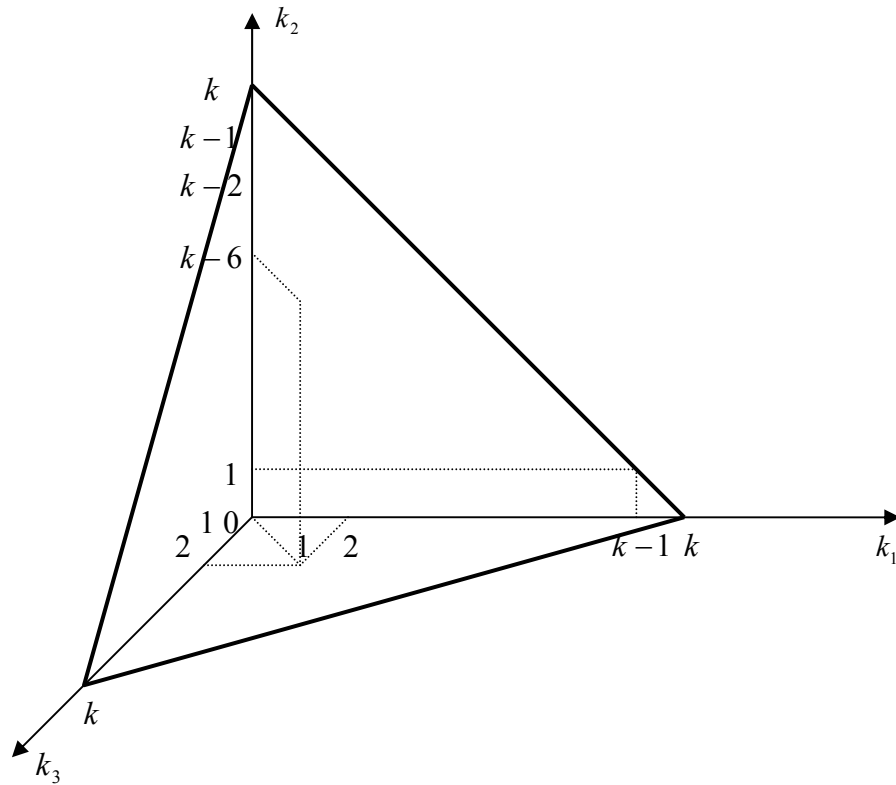


Σχήμα 4.11: Για $N=2$ διαδρομές ο γεωμετρικός τόπος των δυνατών τρόπων εκχώρησης είναι ευθεία, τα σημεία της οποίας, δίνουν τους συνδυασμούς εκχώρησης.

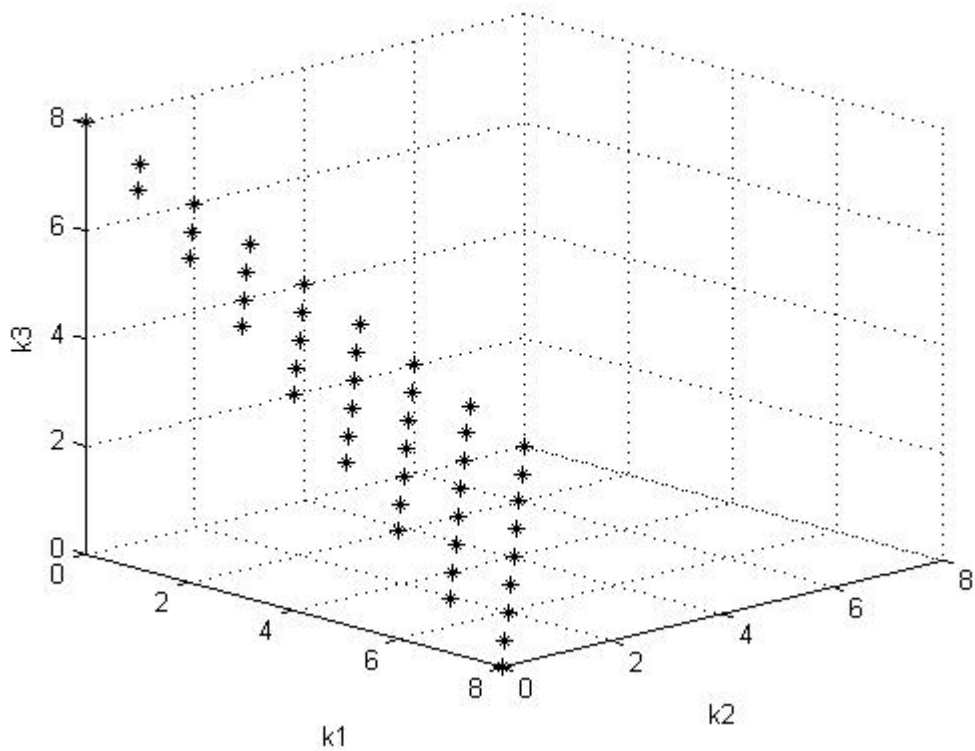


Σχήμα 4.12: Εφαρμογή για $N=2$ διαδρομές και οκτώ (8) πακέτα κωδικοποίησης.

- Για $N = 3$ η σχέση γίνεται $k_1 + k_2 + k_3 = k$ και ο γεωμετρικός τόπος ως προς τους άξονες k_1 , k_2 και k_3 είναι επίπεδο. Οι δυνατοί συνδυασμοί εκχώρησης στις διαδρομές είναι τα ακέραια σημεία (συντεταγμένες) του επιπέδου.



Σχήμα 4.13: Για $N=3$ διαδρομές ο γεωμετρικός τόπος των δυνατών τρόπων εκχώρησης είναι επίπεδο, τα σημεία του οποίου, δίνουν τους συνδυασμούς εκχώρησης.



Σχήμα 4.14: Εφαρμογή για $N=3$ διαδρομές και οκτώ (8) πακέτα κωδικοποίησης

- Για μεγαλύτερα N είναι αδύνατη η γραφική αναπαράσταση και επιβάλλεται η χρήση μαθηματικών εργαλείων – προγραμμάτων.

4.8 Διατύπωση του προβλήματος

4.8.1 Αρχικό μοντέλο

Με βάση τα προηγούμενα, η πηγή πρέπει να αποφασίσει ανάμεσα σε ένα μεγάλο αριθμό συνδυασμών ποιος είναι ο καταλληλότερος ώστε να δρομολογήσει το μήνυμα με τη μεγαλύτερη ασφάλεια, δηλαδή τη μικρότερη πιθανότητα υποκλοπής. Το πρόβλημα αυτό μοντελοποιείται ως:

$$\begin{aligned} & \min P_{eavesdropper} \\ & \text{υπό τους περιορισμούς :} \end{aligned} \quad (4.5)$$

$$\sum_{i=1}^N k_i = k$$

όπου $P_{eavesdropper}$ η συνολική πιθανότητα υποκλοπής στις N διαδρομές, k_i ο αριθμός των πακέτων που εκχωρούνται στην i διαδρομή, και k είναι τα συνολικά πακέτα κωδικοποίησης που χρησιμοποιούνται για κώδικα FEC(n, k).

Συνεπώς, το πρόβλημα ελαχιστοποίησης λαμβάνει τη μορφή:

$$\begin{aligned} & \min \frac{1}{N} \cdot \sum_{r=1}^N \left[\sum_{i=n}^{k_r} \binom{k_r}{i} (1-p_i)^i \cdot p_i^{k_r-i} \right] \\ & \text{υ. τ. π.} \quad \sum_{i=1}^N k_i = k \end{aligned} \quad (4.6)$$

Μια εναλλακτική διατύπωση του προβλήματος έγκειται στο γεγονός ότι η συνολική πιθανότητα υποκλοπής είναι το άθροισμα των πιθανοτήτων υποκλοπής στις επιμέρους διαδρομές, και έχει ως εξής:

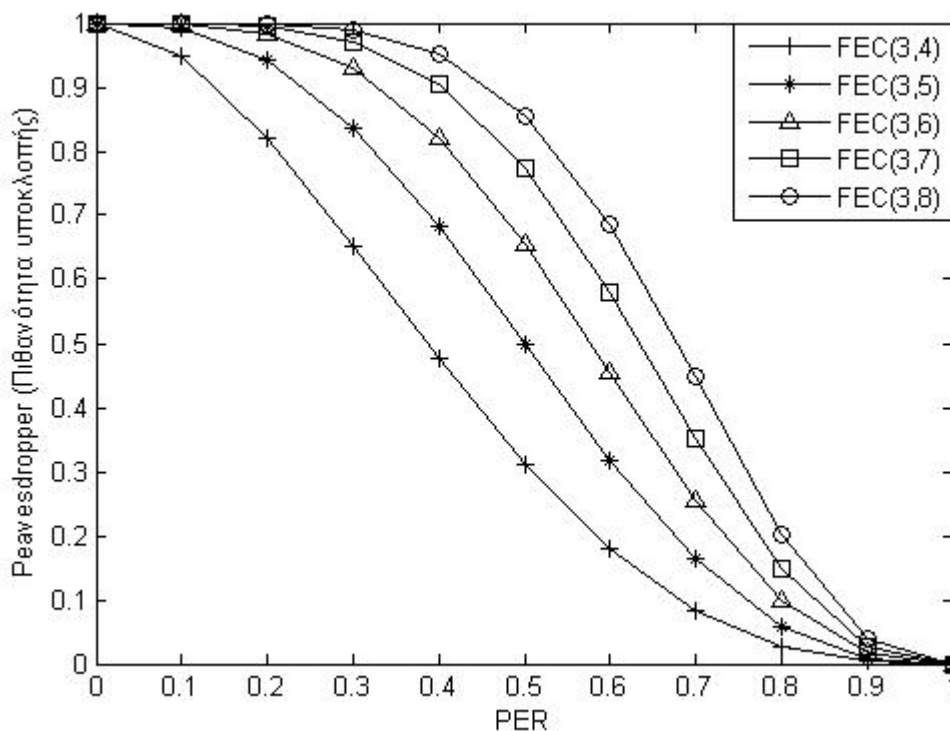
$$\begin{aligned} & \min \frac{1}{N} \sum_{i=1}^N P_{i, eavesdropper} \\ & \text{υ. τ. π.} \quad \sum_{i=1}^N k_i = k \end{aligned} \quad (4.7)$$

όπου $P_{i, eavesdropper}$ η πιθανότητα υποκλοπής στην περίπτωση απλής διαδρομής. Ισχύει

$$P_{i, eavesdropper} = P_{eavesdropper}^{SP}.$$

Από την διατύπωση 4.6 γίνεται φανερό ότι το πρόβλημα δεν είναι δυνατό να επιλυθεί με χρήση γραμμικού προγραμματισμού (Linear Programming) λόγω της μη γραμμικής εξάρτησης των μεταβλητών απόφασης. Η λύση μπορεί να βρεθεί προσεγγιστικά με γραφικές μεθόδους, όπως αναλύεται στη συνέχεια.

Συγκεκριμένα, η πηγή επιθυμεί να στείλει τα k πακέτα του κώδικα FEC(n, k) στις N διαδρομές που χαρακτηρίζονται από ένα ποσοστό απώλειας πακέτων (PER) p_i . Στόχος είναι να βρεθούν τα k_i πακέτα που θα δρομολογηθούν στην i διαδρομή που χαρακτηρίζεται από το ποσοστό p_i (PER στην i διαδρομή). Όπως φαίνεται και από το Σχήμα 4.15, για διάφορα FEC(3, k) σε μία μόνο διαδρομή, δηλαδή σε απλή μετάδοση, υπάρχει μια αντίστροφη σχέση της πιθανότητας υποκλοπής με το ποσοστό των λανθασμένων πακέτων.



Σχήμα 4.15: Διάγραμμα της πιθανότητας υποκλοπής μιας διαδρομής ως συνάρτηση του ποσοστού λανθασμένων πακέτων (PER). Η σχεδίαση έγινε για διάφορα FEC. Γίνεται εμφανής η αντίστροφη σχέση των δύο αυτών μεγεθών.

Συνεπώς, όπως φαίνεται και από το Σχήμα 4.15, όταν το PER αυξάνεται, η πιθανότητα υποκλοπής μειώνεται για μια συγκεκριμένη διαδρομή. Αυτό, οδηγεί στο συμπέρασμα ότι υπό δεδομένο αριθμό πακέτων κωδικοποίησης είναι προτιμότερο να δρομολογηθούν σε διαδρομή με μεγαλύτερο PER, αφού η πιθανότητα υποκλοπής είναι μικρότερη. Συνεπώς, τα πακέτα k_i εκφράζονται μέσω μιας αύξουσας συνάρτησης του PER στη διαδρομή i με $PER = p_i$, δηλαδή

$$k_i = f(p_i)$$

Επομένως, το πρόβλημα που διατυπώνεται μέσω της 4.6 ανάγεται στην εύρεση κατάλληλης συνάρτησης f , που προσδιορίζει τα k_i ώστε η πιθανότητα υποκλοπής να προσεγγίζει τη βέλτιστη λύση.

4.8.2 Εύρεση προσεγγιστικής συνάρτησης

Το κριτήριο για την επιλογή της προσεγγιστικής συνάρτησης f που θα χρησιμοποιηθεί είναι η μονοτονία. Όπως αναφέρθηκε προηγουμένως η συνάρτηση f πρέπει να είναι γνησίως αύξουσα ως προς το PER, τουλάχιστον σε μια περιοχή του πεδίου ορισμού της όπου και θα εξεταστεί. Τέτοιες συναρτήσεις μπορεί να είναι:

- Ευθεία γραμμή

$$y(x) = a \cdot x + b$$

όπου a, b σταθερές.

- Το αυξητικό τμήμα της κανονικής κατανομής

$$y(x) = \frac{1}{\sqrt{2\pi}\sigma} \exp\left\{-\frac{1}{2\sigma^2}(x-\mu)^2\right\}$$

όπου $\mu > 0$ η μέση τιμή και σ η τυπική απόκλιση.

- Ανεστραμμένη Εκθετική κατανομή

$$y(-x) = \frac{1}{\beta} \exp\left\{-\frac{x-\mu}{\beta}\right\}$$

όπου μ η παράμετρος θέσης (location parameter) και β η παράμετρος κλίμακας (scale parameter)

- Το αυξητικό τμήμα της κατανομής Erlang

$$y(x) = \frac{a^n}{(n-1)!} x^{n-1} \exp\{-ax\}$$

- Το αυξητικό τμήμα της κατανομής Weibull

$$y(x) = \frac{\gamma}{\alpha} \left(\frac{x - \mu}{\alpha} \right)^{\gamma-1} \exp \left\{ - \left(\frac{x - \mu}{\alpha} \right)^\gamma \right\}$$

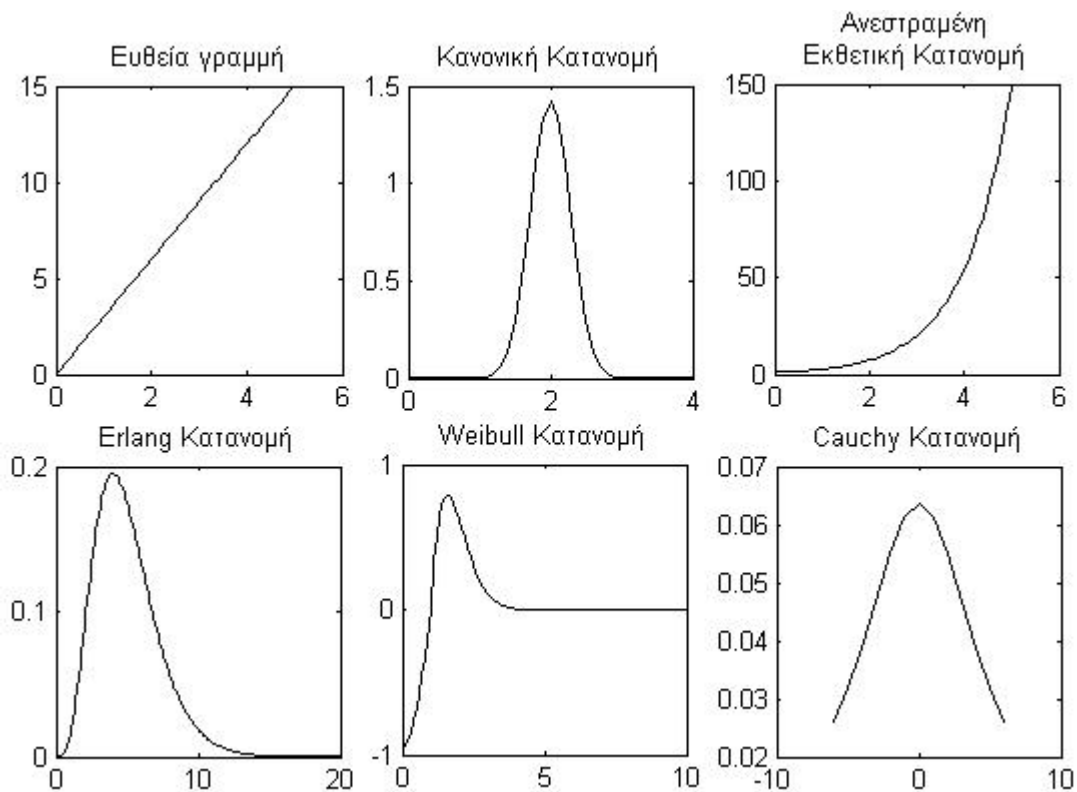
όπου μ η παράμετρος θέσης, α η παράμετρος κλίμακας και γ η παράμετρος μορφής (shape parameter).

➤ Το αυξητικό τμήμα της κατανομής Cauchy

$$y(x) = \frac{1}{s\pi \left(1 + \left(\frac{x-t}{s} \right)^2 \right)}$$

όπου t η παράμετρος θέσης και s η παράμετρος κλίμακας.

➤ Άλλες κατανομές που ικανοποιούν το κριτήριο της μονοτονίας



Σχήμα 4.16: Συναρτήσεις που ικανοποιούν κατά ένα μέρος τους το κριτήριο της μονοτονίας και μπορούν να χρησιμοποιηθούν για να προσεγγίσουν τη βέλτιστη λύση του προβλήματος.

Μεταξύ των ανωτέρω συναρτήσεων, θα δοθεί ιδιαίτερη βαρύτητα στην κανονική κατανομή. Οι εξισώσεις για τις υπόλοιπες κατανομές δίνονται στο Παράρτημα Α.

Αρχικά, θα υπολογιστεί το σύνολο τιμών της συνάρτησης f , δηλαδή τα άνω και κάτω όρια εκχώρησης των πακέτων k_i στις διαδρομές. Συγκεκριμένα, για

κωδικοποίηση FEC(n,k) δεν ωφελεί να δρομολογηθούν λιγότερα από $n - 1$ πακέτα σε μια διαδρομή. Αυτό διότι όπως αποδείχθηκε προηγουμένως μπορούν να εκχωρηθούν μέχρι $n - 1$ πακέτα σε μια διαδρομή με μηδενική πιθανότητα υποκλοπής ($P_{eavesdropper} = 0$). Συνεπώς, ο ελάχιστος αριθμός πακέτων είναι

$$\min k_i = n - 1$$

Ο μέγιστος αριθμός πακέτων που μπορούν να εκχωρηθούν σε μια διαδρομή είναι όσα περισσεύουν αν εκχωρηθεί σε όλα τα υπόλοιπα ο ελάχιστος αριθμός πακέτων $\min k_i$.

Έτσι, για N διαδρομές, αν δρομολογηθεί ο ελάχιστος αριθμός πακέτων $\min k_i$ στις $N - 1$ διαδρομές, στη N -ιστή διαδρομή θα δρομολογηθεί ο μέγιστος αριθμός πακέτων. Συνεπώς, στην περίπτωση αυτή ισχύει:

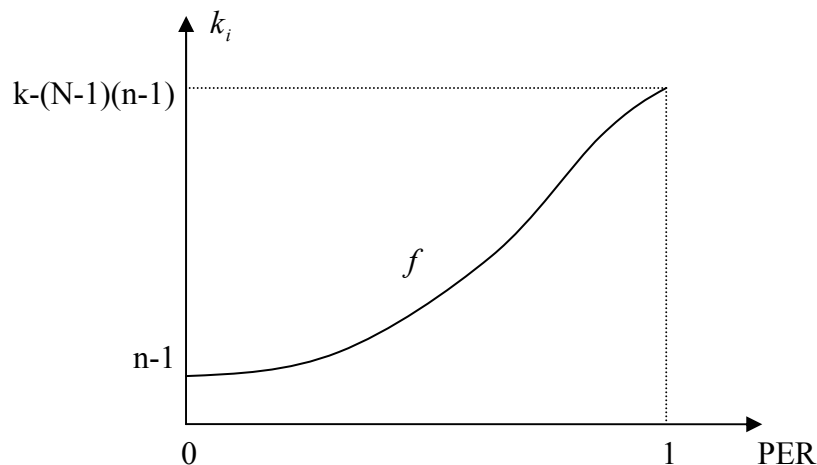
$$\max k_i = k - (N - 1)(n - 1)$$

Από την προηγούμενη ανάλυση προκύπτει ότι το πεδίο ορισμού (σύνολο PER) και το πεδίο τιμών είναι:

$$f : [PER] \rightarrow [\min k_i, \max k_i]$$

$$f : [0, 1] \rightarrow [n - 1, k - (N - 1)(n - 1)]$$

Στη συνέχεια, παρουσιάζεται ένα ποιοτικό διάγραμμα της συνάρτησης f ως το αριστερό τμήμα κανονικής κατανομής.



Σχήμα 4.17: Ποιοτική αναπαράσταση της συνάρτησης f ως αυξητικού τμήματος της κανονικής κατανομής.

Στην περίπτωση της κανονικής κατανομής, η συνάρτηση f έχει τη μορφή:

$$f(PER) = \left\{ \frac{1}{\sqrt{2\pi}\sigma} \exp\left[-\frac{1}{2\sigma^2}(PER - \mu)^2\right] - 0,0024 \right\} \times \frac{k - N(n-1)}{1,4224} + n - 1 \quad (4.8)$$

με $\mu = 1$ και $\sigma = 0,28$.

Συνεπώς, με βάση τη συνάρτηση αυτή, κάθε διαδρομή που χαρακτηρίζεται από ένα συγκεκριμένο PER, αιτεί $k_i = f(p_i = PER)$ πακέτα. Επειδή, $\sum_{i=1}^N f(p_i = PER) > k$

κάθε διαδρομή θα λάβει ένα ποσοστό $\frac{f(p_i = PER)}{\sum_{i=1}^N f(p_i = PER)}$ των πακέτων που

προκύπτουν σύμφωνα με την προτεινόμενη διαδικασία. Δηλαδή, κάθε διαδρομή θα λάβει το στρογγυλοποιημένο αριθμό του ποσοστού αυτού

$$k_i = \frac{f(p_i = PER)}{\sum_{i=1}^N f(p_i = PER)} \times k$$

Λόγω των στρογγυλοποιήσεων, αν $\sum_{i=1}^N k_i \neq k$, η διαφορά πακέτων μεταφέρεται στη διαδρομή με το μεγαλύτερο PER.

Εφαρμογή 4.1

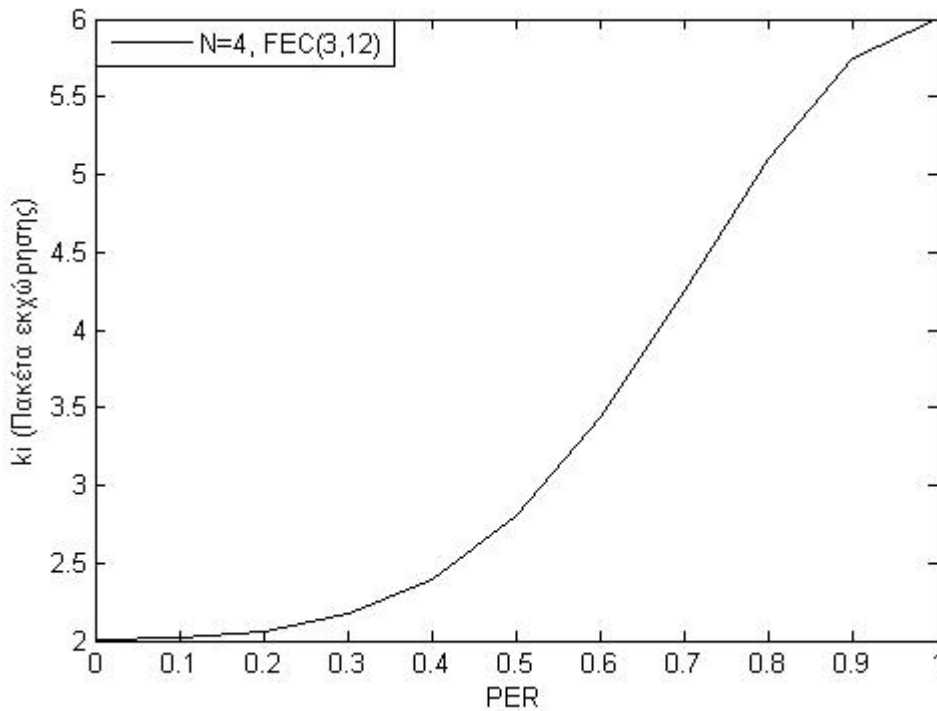
Ας θεωρηθούν $N = 4$ διαδρομές και κωδικοποίηση FEC(3,12) με PER:

$$p_1 = 0,1 \quad p_2 = 0,3 \quad p_3 = 0,4 \quad p_4 = 0,8$$

Η συνάρτηση εκχώρησης είναι:

$$f(p_i) = 4,0066 \times \exp\left[-6,37755(p_i - 1)^2\right] + 1,9933$$

και το αντίστοιχο διάγραμμα εκχώρησης φαίνεται στο Σχήμα 4.18:



Σχήμα 4.18: Διάγραμμα εκχώρησης της συνάρτησης f για την Εφαρμογή 4.1

και η εκχώρηση έχει ως εξής:

$$k_1 = 2 \quad k_2 = 2 \quad k_3 = 2 \quad k_4 = 6$$

Ισχύει ότι $\sum_{i=1}^N k_i = k = 12$.

Η αντίστοιχη πιθανότητα υποκλοπής είναι $P_{eavesdropper} = 0,0247$ και ταυτίζεται με τη βέλτιστη πιθανότητα $P_{eavesdropper}^{optimum} = 0,0247$.

Εφαρμογή 4.2

Για $N=4$ διαδρομές, κωδικοποίηση FEC(3,12) και 1000 τυχαίες τετράδες PER υπολογίστηκαν οι εκχωρήσεις και οι αντίστοιχες πιθανότητες. Στη συνέχεια, παρουσιάζεται η μέση απόκλιση της πιθανότητας υποκλοπής από τη βέλτιστη τιμή για τις κατανομές που αναφέρθηκαν.

| Συνάρτηση | Μέση Απόκλιση |
|-------------------|---------------|
| Ευθεία γραμμή | 0,047 |
| Κανονική Κατανομή | 0,0329 |
| Κατανομή Cauchy | 0,0374 |
| Κατανομή Erlang | 0,0537 |
| Εκθετική Κατανομή | 0,0439 |

Πίνακας 4.2: Παρουσιάζεται το μέσο απόλυτο σφάλμα για N=4 διαδρομές και FEC(3,12) για 1000 τυχαίες τετράδες PER της Εφαρμογής 4.2.

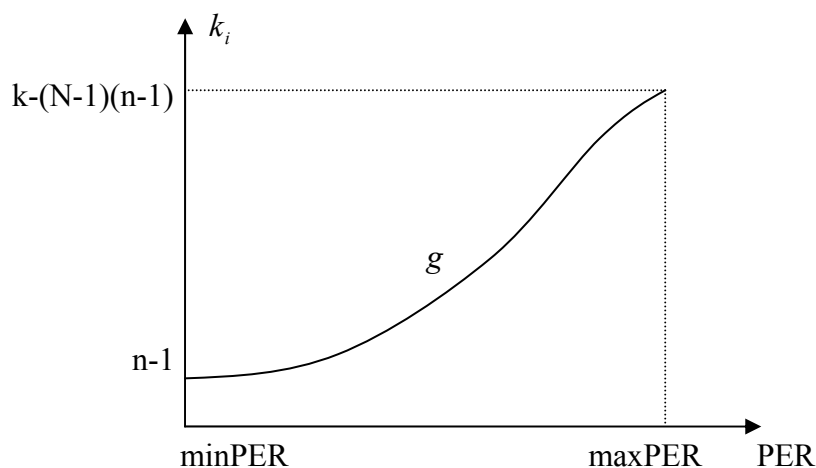
4.8.3 Χρήση βελτιωμένης συνάρτησης

Είναι φανερό ότι, καίτοι η προσέγγιση της συνάρτησης f μέσω της κανονικής κατανομής είναι καλύτερη από τις υπόλοιπες, η απόκλιση από τη βέλτιστη τιμή παραμένει μεγάλη. Το γεγονός αυτό καθιστά μη αποδοτική τη χρήση της συνάρτησης f . Μια σημαντική βελτίωση στα αποτελέσματα αυτά προκύπτει αν περιοριστεί το πεδίο ορισμού της συνάρτησης. Αυτό θα έχει ως αποτέλεσμα την καλύτερη κατανομή των k_i πακέτων στις διαδρομές που χαρακτηρίζονται από το PER. Έτσι, θεωρείται συνάρτηση g που ορίζεται ως εξής:

$$g : [PER] \rightarrow [\min k_i, \max k_i]$$

$$g : [\min PER, \max PER] \rightarrow [n-1, k-(N-1)(n-1)]$$

Η ποιοτική αναπαράσταση της συνάρτησης g παρουσιάζεται στο Σχήμα 4.19.



Σχήμα 4.19: Ποιοτική αναπαράσταση της συνάρτησης g ως αυξητικού τμήματος της κανονικής κατανομής.

Θεωρώντας ότι $y(x) = \frac{1}{\sqrt{2\pi}\sigma} \exp\left\{-\frac{1}{2\sigma^2}(x-\mu)^2\right\} = N(x|\mu, \sigma^2)$, η εξίσωση της συνάρτησης g προκύπτει:

$$g(PER) = \left\{ \frac{1}{\sqrt{2\pi}\sigma} \exp\left[-\frac{1}{2\sigma^2}(PER - \mu)^2\right] - A \right\} \times \frac{k - N(n-1)}{B - A} + n - 1 \quad (4.9)$$

$$A = N(\min PER | \mu, \sigma^2)$$

$$B = N(\max PER | \mu, \sigma^2)$$

με $\mu = 1$ και $\sigma = 0,03$.

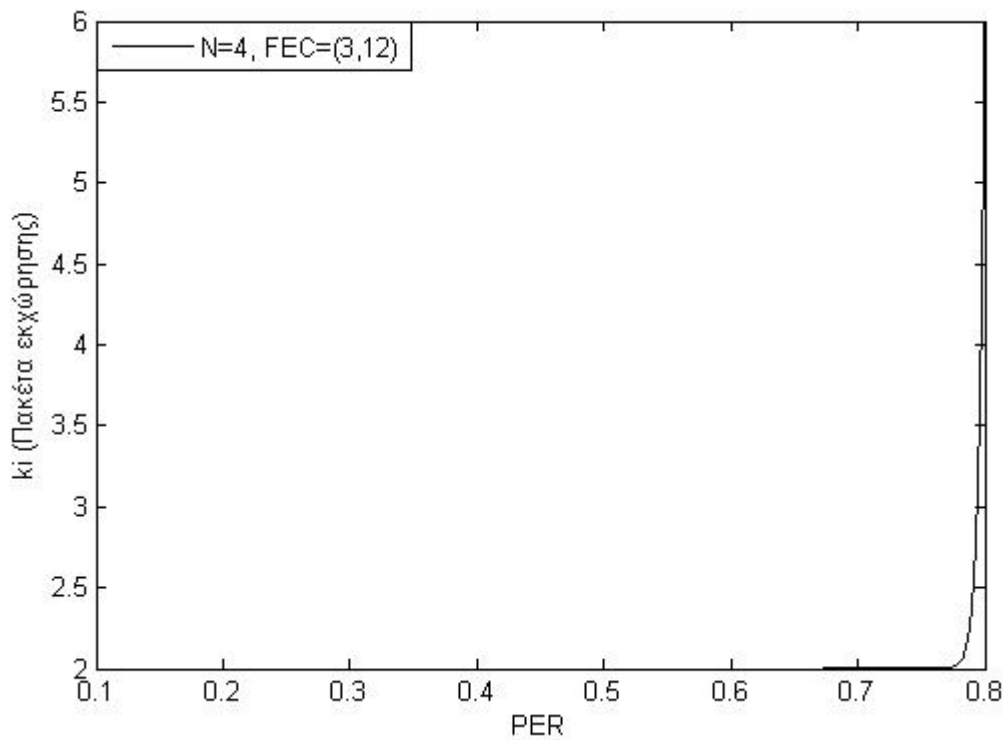
Η συνάρτηση g αναμένεται να αποδώσει καλύτερα αποτελέσματα ως προς την πιθανότητα υποκλοπής, αφού η εκχώρηση είναι πλέον αντιπροσωπευτική για κάθε διαδρομή ξεχωριστά. Σύμφωνα με την συνάρτηση f , οι μόνες διαδρομές που θα μπορούσαν να απορροφήσουν το μέγιστο αριθμό πακέτων $\max k_i = k - (N-1)(n-1)$ είναι όσες χαρακτηρίζονται από $PER=1$, γεγονός που δεν ισχύει πάντοτε. Αντίθετα, με τη συνάρτηση g η διαδρομή με το μεγαλύτερο PER θα απορροφήσει το μέγιστο αριθμό πακέτων $\max k_i$. Αντίστοιχα, η διαδρομή με το μικρότερο PER θα απορροφήσει τον ελάχιστο αριθμό πακέτων $\min k_i = n - 1$.

Εφαρμογή 4.3

Ας θεωρηθούν $N=4$ διαδρομές και κωδικοποίηση FEC(3,12) με PER

$$p_1 = 0,1 \quad p_2 = 0,2 \quad p_3 = 0,5 \quad p_4 = 0,8$$

Το διάγραμμα εκχώρησης είναι



Σχήμα 4.20: Διάγραμμα εκχώρησης της συνάρτησης g για την Εφαρμογή 4.3.

και η εκχώρηση έχει ως εξής:

$$k_1 = 2 \quad k_2 = 2 \quad k_3 = 2 \quad k_4 = 6$$

Ισχύει ότι $\sum_{i=1}^N k_i = k = 12$

Η αντίστοιχη πιθανότητα υποκλοπής είναι $P_{eavesdropper} = 0,0247$ και ταυτίζεται με τη βέλτιστη πιθανότητα $P_{eavesdropper}^{optimum} = 0,0247$.

Εφαρμογή 4.4 (ίδια με Εφαρμογή 4.2)

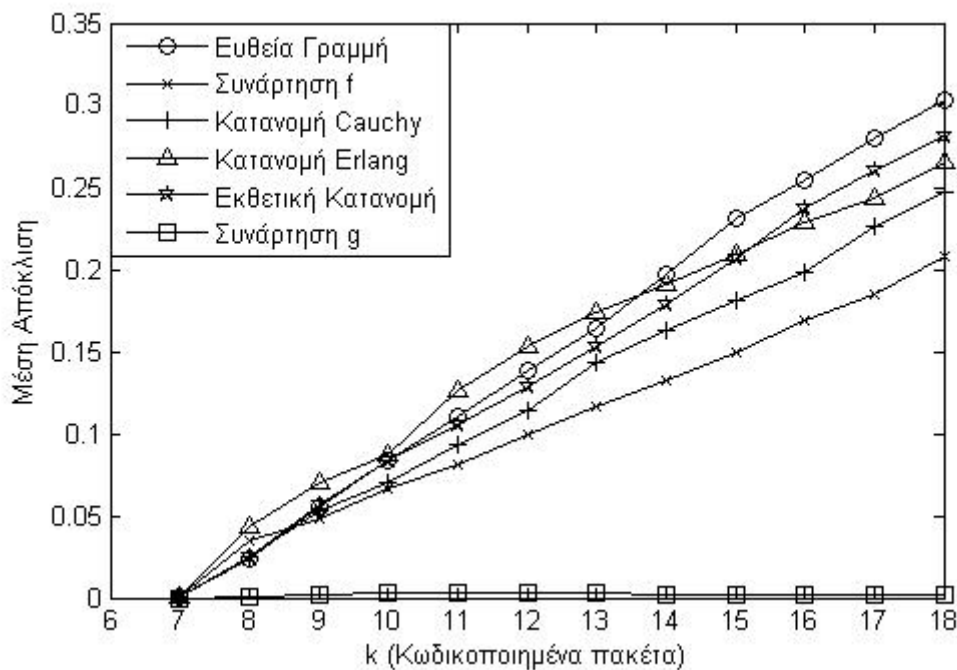
Για $N=4$ διαδρομές, FEC(3,12) και 1000 τυχαίες τετράδες PER, ίδιες με αυτές της Εφαρμογής 4.2, υπολογίστηκαν οι εκχωρήσεις και οι αντίστοιχες πιθανότητες. Στη συνέχεια, παρουσιάζεται η μέση απόκλιση της πιθανότητας υποκλοπής από τη βέλτιστη τιμή για τη συνάρτηση g .

| Συνάρτηση | Μέση Απόκλιση |
|---------------------------------------|---------------|
| Ευθεία γραμμή | 0,047 |
| Κανονική Κατανομή (Συνάρτηση f) | 0,0329 |
| Κατανομή Cauchy | 0,0374 |
| Κατανομή Erlang | 0,0537 |
| Εκθετική Κατανομή | 0,0439 |
| Συνάρτηση g | 0,0021 |

Πίνακας 4.3: Παρουσιάζεται το μέσο απόλυτο σφάλμα για $N=4$ διαδρομές και FEC(3,12) για 1000 τυχαίες τετράδες PER της Εφαρμογής 4.2 και 4.4.

Όπως αναμενόταν, η μέση απόκλιση της συνάρτησης g είναι 15 φορές μικρότερο από το αντίστοιχο της f .

Για να γίνει αντιληπτή η αξιοπιστία της συνάρτησης g εκτελέστηκε προσομοίωση για 50 τυχαίους συνδυασμούς PER, για $N=3$ διαδρομές και $n=3$ αρχικά πακέτα. Στο διάγραμμα του Σχήματος 4.21 παρουσιάζεται η μέση απόκλιση συναρτήσεων του αριθμού των κωδικοποιημένων πακέτων k . Γίνεται φανερή η υπεροχή της συνάρτησης g .



Σχήμα 4.21: Διάγραμμα που παρουσιάζει τη σχέση της μέσης απόκλισης της πιθανότητας υποκλοπής που δίνεται από τη βέλτιστη εκχώρηση και της πιθανότητας υποκλοπής που δίνεται από την εκχώρηση που προκύπτει για τις προσεγγιστικές συναρτήσεις ως συνάρτηση του αριθμού των κωδικοποιημένων πακέτων (πλεονασμού). Η προσομοίωση έγινε και $N=3$ διαδρομές και $n=3$ αρχικά πακέτα πληροφορίας και για 50 τυχαίους συνδυασμούς PER.

4.8.4 Επιλογή τυπικής απόκλισης – Δυναμική δρομολόγηση

Η συνάρτηση εκχώρησης που μελετήθηκε έχει τη μορφή

$$g(PER) = \left\{ \frac{1}{\sqrt{2\pi}\sigma} \exp\left[-\frac{1}{2\sigma^2}(PER - \mu)^2\right] - A \right\} \times \frac{k - N(n-1)}{B - A} + n - 1$$
$$A = N(\min PER | \mu, \sigma^2)$$
$$B = N(\max PER | \mu, \sigma^2)$$

με $\mu = 1$ και $\sigma = 0,03$.

Στην ουσία, η συνάρτηση g εκχωρούσε τα περισσότερα πακέτα στη διαδρομή με το μεγαλύτερο PER. Αγνοούσε, δηλαδή, την περίπτωση όπου δύο διαδρομές έχουν περίπου το ίδιο PER, οπότε έπρεπε να υπάρχει ισοκατανομή των πακέτων σε αυτές τις διαδρομές. Αυτό μπορεί να επιτευχθεί με την κατάλληλη επιλογή της τυπικής απόκλισης σ .

Συνεπώς, κατά τη δυναμική δρομολόγηση, όταν δύο διαδρομές έχουν μικρή διαφορά στα PER, επιλέγεται τυπική απόκλιση $\sigma = 0,1$. Σε διαφορετική περίπτωση, η τυπική απόκλιση παραμένει $\sigma = 0,03$. Σημειώνεται ότι, όταν ο πλεονασμός που εισάγεται από την πηγή είναι μεγάλος, η ισοκατανομή των πακέτων μπορεί να αυξήσει την πιθανότητα υποκλοπής. Αυτό συμβαίνει όταν τα PER που χαρακτηρίζουν τις διαδρομές είναι μικρά.

Εφαρμογή 4.5

Ας θεωρηθούν $N = 3$ διαδρομές, κωδικοποίηση FEC(3,12) και ότι οι διαδρομές χαρακτηρίζονται από PER:

$$p_1 = 0,1 \quad p_2 = 0,2 \quad p_3 = 0,201$$

Η πηγή πρέπει να εκχωρήσει τα πακέτα δίνοντας βαρύτητα στην τρίτη διαδρομή. Συγκεκριμένα, η εκχώρηση θα είναι:

$$k_1 = 2 \quad k_2 = 2 \quad k_3 = 8$$

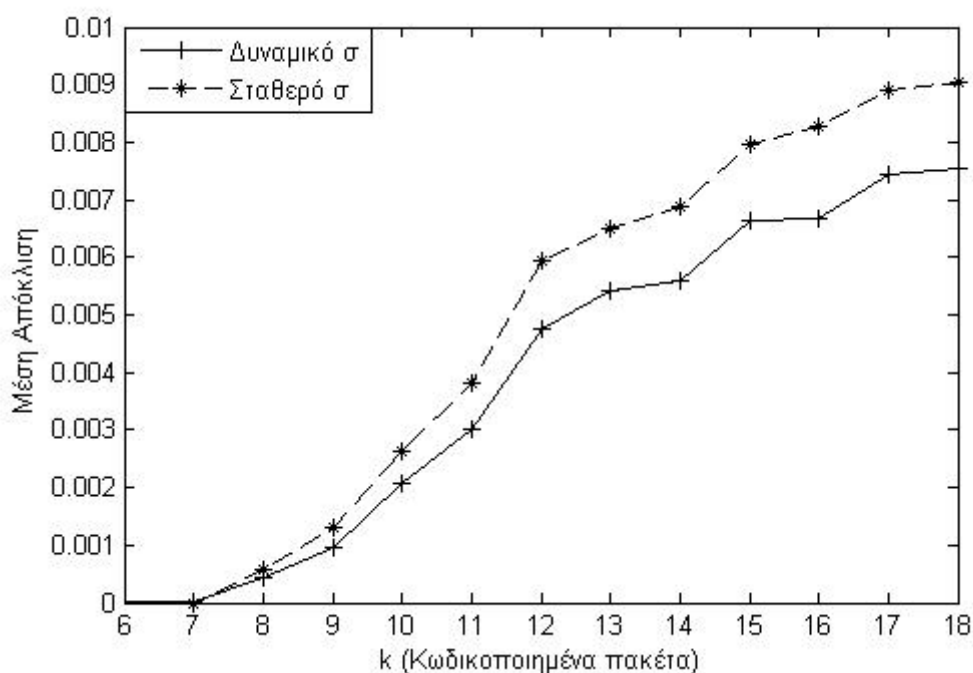
Η αντίστοιχη πιθανότητα υποκλοπής είναι $P_{eavesdropper}^{optimum} = 0,3329$.

Αυτό συμβαίνει διότι όταν η πηγή ισοκατανείμει τα πακέτα, δηλαδή όταν η εκχώρηση έχει τη μορφή:

$$k_1 = 2 \quad k_2 = 4 \quad k_3 = 4$$

υπάρχουν δύο διαδρομές από τις οποίες ο «εχθρός» είναι δυνητικά ικανός να υποκλέψει το μήνυμα. Αντίθετα, όταν ακολουθείται η εκχώρηση που οδηγεί στην ελάχιστη πιθανότητα υποκλοπής, ο «εχθρός» μπορεί να υποκλέψει το μήνυμα από μια μόνο διαδρομή.

Συνεπώς και με βάση τα προηγούμενα, η δυναμική δρομολόγηση, πρέπει να εφαρμόζεται όταν τα PER που χαρακτηρίζουν τις διαδρομές είναι αρκετά μεγάλα ώστε να μην είναι ικανός ο «εχθρός» να υποκλέψει το μήνυμα. Συγκεκριμένα δοκιμάστηκε δυναμικό σχήμα για τρεις διαδρομές ($N=3$), στο οποίο, όταν δύο διαδρομές έχουν PER που διαφέρουν κατά $PER_i - PER_j = 0,05$ και ταυτόχρονα είναι μεγαλύτερα από ένα κατώφλιο $PER_{th} = 0,7$, επιλέγεται τυπική απόκλιση ίση με $\sigma = 0,1$. Διαφορετικά, επιλέγεται $\sigma = 0,03$.



Σχήμα 4.22: Διάγραμμα που παρουσιάζει τη σχέση της μέσης απόκλισης της πιθανότητας υποκλοπής που προκύπτει για σταθερή και δυναμική τυπική απόκλιση σε σχέση με τη βέλτιστη τιμή, ως συνάρτηση του αριθμού των κωδικοποιημένων πακέτων (πλεονασμού). Η προσομοίωση έγινε και $N=3$ διαδρομές και $n=3$ αρχικά πακέτα πληροφορίας και για 50 τυχαίους συνδυασμούς PER.

Όπως φαίνεται από το Σχήμα 4.22, η μέση βελτίωση που εισάγει η δυναμική δρομολόγηση είναι μικρή. Εντούτοις, όταν ικανοποιούνται τα ανωτέρω κριτήρια, η βελτίωση του απολύτου σφάλματος από τη βέλτιστη τιμή είναι αρκετά ικανοποιητική.

Κεφάλαιο 5

Χρήση θεωρίας παιγνίων για εκχώρηση πακέτων

5.1 Παίγνια μηδενικού αθροίσματος (zero – sum games)

Ο τρόπος εκχώρησης πακέτων μπορεί να προτυποποιηθεί (μοντελοποιηθεί) με τη χρήση της θεωρίας παιγνίων. Το παίγνιο αυτό ανήκει στην γενική κατηγορία των παιγνίων μηδενικού αθροίσματος (zero – sum games).

Τα παίγνια μηδενικού αθροίσματος περιγράφουν μια κατάσταση κατά την οποία το κέρδος ή η απώλεια του ενός συμμετέχοντος εξισορροπείται από την απώλεια ή το κέρδος του άλλου (συμμετέχοντος). Αν όλα τα κέρδη των συμμετεχόντων προστεθούν και όλες οι απώλειες αφαιρεθούν, το συνολικό άθροισμα πρέπει να είναι ίσο με το μηδέν (0). Τα παίγνια μηδενικού αθροίσματος μπορούν να θεωρηθούν γενικά ως σταθερού αθροίσματος, όπου τα οφέλη και οι απώλειες όλων των παικτών έχουν ως άθροισμα την ίδια ποσότητα.

Η ιδιότητα του μηδενικού αθροίσματος υποδηλώνει ότι κάθε αποτέλεσμα αυτής της κατάστασης είναι βέλτιστο κατά Pareto [25]. Στη γενική περίπτωση, κάθε παίγνιο στο οποίο οι στρατηγικές είναι βέλτιστες κατά Pareto αποκαλείται παιχνίδι σύγκρουσης (conflict game).

Ορισμός: Αν προστεθούν όλα τα οφέλη και οι απώλειες σε ένα παίγνιο, θεωρώντας τις απώλειες ως αρνητικούς αριθμούς, και το άθροισμα ισούται με μηδέν για κάθε σύνολο επιλεγμένων στρατηγικών, τότε το παίγνιο καλείται μηδενικού αθροίσματος

Ένα παίγνιο μηδενικού αθροίσματος είναι ένα παίγνιο στο οποίο η ωφέλεια ενός παίκτη ισούται με την απώλεια του άλλου παίκτη.

Θεώρημα 1 (θεμελιώδες αποτέλεσμα της θεωρίας παιγνίων – αποδεδειγμένο από τον von Neumann): Σε ένα παίγνιο μηδενικού αθροίσματος δύο – παικτών με πλήρη

πληροφορία, τα κριτήρια *Minimax* και *Maximin* ταυτίζονται ($Minimax=Maximin$), και πάντα υπάρχει μια βέλτιστη καθαρή στρατηγική για κάθε παίκτη.

5.2 Εφαρμογή παιγνίου με χρήση καθαρών στρατηγικών

Έστω ένα παίγνιο με δύο παίκτες και δύο στρατηγικές με πίνακα ωφέλειας που παρουσιάζεται στη συνέχεια. Με P_{ej} συμβολίζεται η πιθανότητα υποκλοπής στη διαδρομή j αν η πηγή ακολουθήσει τη στρατηγική i . Η πηγή έχει να επιλέξει ανάμεσα σε δύο στρατηγικές. Σύμφωνα με τη Στρατηγική 1, εκχωρεί k_1 πακέτα στη Διαδρομή 1 και k_2 πακέτα στη Διαδρομή 2. Αντίστοιχα, σύμφωνα με τη Στρατηγική 2 εκχωρεί k_2 πακέτα στη Διαδρομή 1 και k_1 πακέτα στη Διαδρομή 2. Χωρίς βλάβη της γενικότητας, θεωρείται ότι $k_1 > k_2$ και $PER_1 < PER_2$.

| Δεδομένα: $k_1 > k_2$, $PER_1 < PER_2$ | | «εχθρός» | |
|--|--------------------------------|------------------------|------------------------|
| | | Διαδρομή 1 | Διαδρομή 2 |
| πηγή | Στρατηγική 1 (k_1, k_2) | $1 - P_{e11}, P_{e11}$ | $1 - P_{e12}, P_{e12}$ |
| | Στρατηγική 2 (k_2, k_1) | $1 - P_{e21}, P_{e21}$ | $1 - P_{e22}, P_{e22}$ |

Με βάση τις υποθέσεις και την ανάλυση του Κεφαλαίου 4 προκύπτουν οι ακόλουθες ανισότητες:

$$1 - P_{e11} < 1 - P_{e21}$$

$$1 - P_{e11} < 1 - P_{e12}$$

$$1 - P_{e22} < 1 - P_{e12}$$

$$1 - P_{e11} < 1 - P_{e22}$$

$$1 - P_{e21} < 1 - P_{e12}$$

Για την εύρεση της ισορροπίας, εφαρμόζεται το κριτήριο *Maximin*: δηλαδή αναζητείται εκείνη η δράση που θα μεγιστοποιήσει το ελάχιστο όφελος της πηγής. Αν η πηγή επιλέξει τη Στρατηγική 1, έχει ως ελάχιστο όφελος το $1 - P_{e11}$. Αντίθετα, για τη Στρατηγική 2, δεν υπάρχει συγκεκριμένη σχέση μεταξύ των P_{e21} και P_{e22} . Διακρίνονται δύο περιπτώσεις:

- $P_{e21} > P_{e22}$. Στην περίπτωση αυτή το ελάχιστο όφελος είναι $1 - P_{e21}$. Η μεγιστοποίηση του ελαχίστου οφέλους γίνεται με την επιλογή της Στρατηγικής 2.
- $P_{e21} < P_{e22}$. Στην περίπτωση αυτή το ελάχιστο όφελος είναι $1 - P_{e22}$. Όμοια με την προηγούμενη περίπτωση, η μεγιστοποίηση του ελαχίστου οφέλους προκύπτει με την επιλογή της Στρατηγικής 2.

Συμπεραίνεται, επομένως, ότι η πηγή θα επιλέξει τη Στρατηγική 2 ανεξάρτητα από τη σχέση που έχουν μεταξύ τους τα P_{e21} και P_{e22} .

Αντίστοιχα, ο «εχθρός» θα επιλέξει τη στρατηγική εκείνη που μεγιστοποιεί το ελάχιστο όφελός του. Το όφελος του «εχθρού» είναι η επιλογή της διαδρομής που αποφέρει τη μεγαλύτερη πιθανότητα υποκλοπής. Έτσι, για τη Διαδρομή 1 το ελάχιστο όφελος είναι P_{e21} , ενώ για τη Διαδρομή 2, το ελάχιστο όφελος είναι το P_{e12} .

Συνεπώς, σύμφωνα με το κριτήριο Maximin, το μέγιστο όφελος είναι το P_{e21} .

Με βάση την προηγούμενη ανάλυση, η πηγή θα επιλέξει τη Στρατηγική 2, ενώ ο «εχθρός» θα επιλέξει τη Διαδρομή 1.

Αν θεωρηθεί ότι $PER_1 > PER_2$, ο πίνακας ωφέλειας γράφεται:

| Δεδομένα: $k_1 > k_2$, $PER_1 > PER_2$ | | «εχθρός» | |
|--|--------------------------------|------------------------|------------------------|
| | | Διαδρομή 1 | Διαδρομή 2 |
| πηγή | Στρατηγική 1 (k_1, k_2) | $1 - P_{e11}, P_{e11}$ | $1 - P_{e12}, P_{e12}$ |
| | Στρατηγική 2 (k_2, k_1) | $1 - P_{e21}, P_{e21}$ | $1 - P_{e22}, P_{e22}$ |

Με βάση την νέα υπόθεση και την ανάλυση του Κεφαλαίου 4 ισχύουν οι ακόλουθες ανισότητες:

$$1 - P_{e11} < 1 - P_{e21}$$

$$1 - P_{e21} > 1 - P_{e22}$$

$$1 - P_{e22} < 1 - P_{e12}$$

$$1 - P_{e11} > 1 - P_{e22}$$

$$1 - P_{e21} > 1 - P_{e12}$$

Με βάση το κριτήριο Maximin, το ελάχιστο όφελος της Στρατηγικής 2 είναι $1 - P_{e22}$, ενώ το ελάχιστο όφελος της Στρατηγικής 1 μπορεί να είναι είτε $1 - P_{e11}$, είτε $1 - P_{e12}$. Οποιαδήποτε τιμή και να έχει, η μεγιστοποίηση γίνεται επιλέγοντας τη Στρατηγική 1. Από την άλλη πλευρά, το ελάχιστο όφελος του «εχθρού» για επιλογή της Διαδρομής 1 είναι P_{e21} , ενώ για επιλογή της Διαδρομής 2 είναι P_{e12} . Το μέγιστο εκ των δύο είναι το P_{e12} . Συνεπώς, η πηγή επιλέγει τη Στρατηγική 1, ενώ ο «εχθρός» επιλέγει τη Διαδρομή 2.

Όπως δείχθηκε προηγουμένως, στη γενική περίπτωση η πηγή προτιμά να δίνει βαρύτητα σε μια διαδρομή, και συγκεκριμένα σε αυτή με το μεγαλύτερο PER. Όμως, δεν ισχύει πάντα αυτό το συμπέρασμα. Έστω παιχνίδι που η πηγή έχει να διαλέξει μεταξύ τριών στρατηγικών και ο «εχθρός» μεταξύ των δύο διαδρομών. Η πηγή μπορεί να προτιμήσει να δώσει μεγαλύτερη βαρύτητα σε μια διαδρομή ή να εκχωρήσει ισομερώς τα πακέτα. Ο πίνακας ωφέλειας είναι:

| Δεδομένα: $k_1 > k_3 > k_2$, $PER_1 < PER_2$ | | «εχθρός» | |
|--|--------------------------------|------------------------|------------------------|
| | | Διαδρομή 1 | Διαδρομή 2 |
| πηγή | Στρατηγική 1 (k_1, k_2) | $1 - P_{e11}, P_{e11}$ | $1 - P_{e12}, P_{e12}$ |
| | Στρατηγική 2 (k_3, k_3) | $1 - P_{e21}, P_{e21}$ | $1 - P_{e22}, P_{e22}$ |
| | Στρατηγική 3 (k_2, k_1) | $1 - P_{e31}, P_{e31}$ | $1 - P_{e32}, P_{e32}$ |

Με βάση τα δεδομένα και την ανάλυση του Κεφαλαίου 4 ισχύουν οι ανισότητες:

$$1 - P_{e11} < 1 - P_{e21} < 1 - P_{e31}$$

$$1 - P_{e32} < 1 - P_{e22} < 1 - P_{e12}$$

$$1 - P_{e21} < 1 - P_{e22}$$

$$1 - P_{e11} < 1 - P_{e12}$$

Με βάση τις ανισότητες αυτές ισχύει ότι το ελάχιστο όφελος για την πηγή όταν επιλέγει τη Στρατηγική 1 είναι το $1 - P_{e11}$. Αντίθετα, όταν η επιλογή είναι η Στρατηγική 2, το ελάχιστο όφελος είναι το $1 - P_{e21}$. Τέλος, κατά τη Στρατηγική 3 το

ελάχιστο όφελος δεν μπορεί να προσδιοριστεί. Για το λόγο αυτό διακρίνονται οι ακόλουθες περιπτώσεις:

- Αν $P_{e31} > P_{e32}$, η πηγή, σύμφωνα με το κριτήριο Maximin, επιλέγει τη Στρατηγική 3.
- Αν $P_{e31} < P_{e32}$, τότε:
 - Αν $P_{e21} < P_{e32}$, τότε, σύμφωνα με το κριτήριο Maximin, η πηγή επιλέγει τη Στρατηγική 2,.
 - Αν $P_{e21} < P_{e32}$, τότε η πηγή επιλέγει τη Στρατηγική 3.

Συμπεραίνεται, δηλαδή, ότι η Στρατηγική 2 (της ίσης εκχώρησης) ακολουθείται όταν η πιθανότητα υποκλοπής της διαδρομής με το μικρότερο PER στη περίπτωση όπου τα πακέτα μοιράζονται ισομερώς, είναι μικρότερη από την πιθανότητα υποκλοπής της διαδρομής με το μεγαλύτερο PER όταν σε αυτό δίνεται μεγαλύτερη βαρύτητα κατά τη δρομολόγηση πακέτων. Μια τέτοια περίπτωση είναι όταν τα PER των διαδρομών είναι σχεδόν ίδια, οπότε η πηγή επιλέγει να ισομοιράσει τα πακέτα.

ΠΑΡΑΡΤΗΜΑ Α

Παρακάτω παρουσιάζονται οι συναρτήσεις που χρησιμοποιήθηκαν για τις προσομοιώσεις. Σημειώνεται, ότι όλες οι συναρτήσεις είναι τροποποιημένες ώστε να ισχύει:

$$y : [0, 1] \rightarrow [n-1, k - (N-1)(n-1)]$$

Συνάρτηση Ευθεία Γραμμή

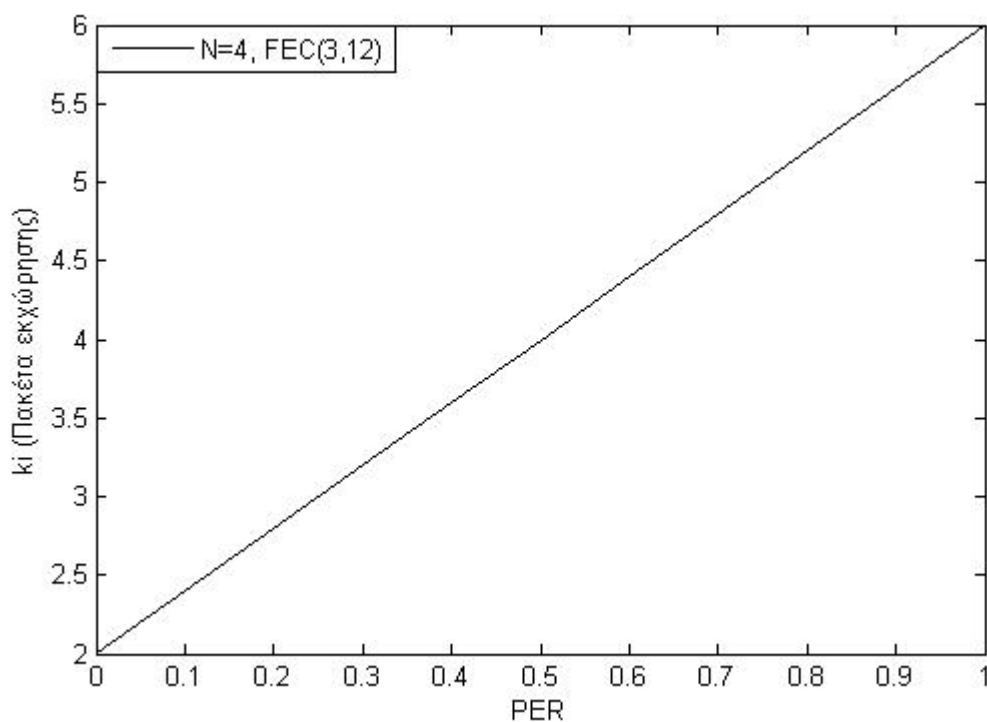
Η συνάρτηση της ευθείας γραμμής που χρησιμοποιήθηκε, έχει τη μορφή:

$$y(PER) = [k - N(n-1)]PER + n - 1$$

Για $N=4$ διαδρομές, κωδικοποίηση FEC(3,12) και PER:

$$p_1 = 0,1 \quad p_2 = 0,4 \quad p_3 = 0,2 \quad p_4 = 0,6$$

το διάγραμμα εκχώρησης γίνεται:



Σχήμα Α.1: Διάγραμμα εκχώρησης της συνάρτησης ευθείας γραμμής.

η εκχώρηση είναι:

$$k_1 = 2 \quad k_2 = 3 \quad k_3 = 3 \quad k_4 = 4$$

Η αντίστοιχη πιθανότητα υποκλοπής είναι $P_{eavesdropper} = 0,2268$, ενώ η βέλτιστη πιθανότητα είναι $P_{eavesdropper}^{optimum} = 0,1139$.

Κατανομή Cauchy

Η συνάρτηση είναι:

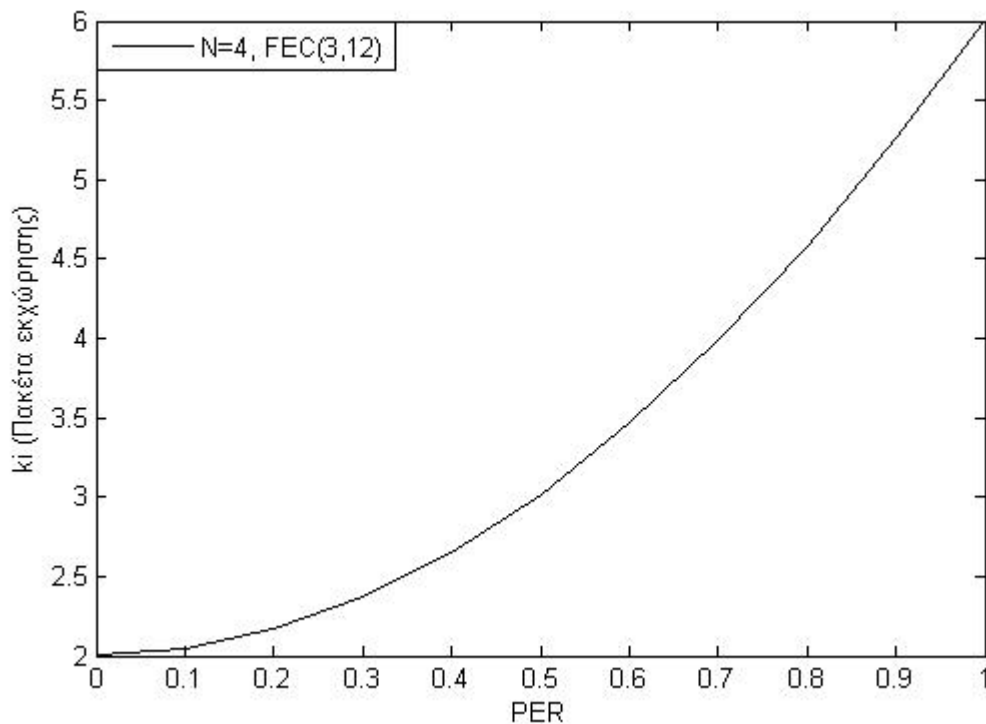
$$y(PER) = \left[\frac{1}{s\pi \left(1 + \left(\frac{PER-t}{s} \right)^2 \right)} + 0,00531 \right] \times \frac{k - N(n-1)}{0,0014} + n - 1$$

με $t = 0$ και $s = -6$.

Για $N=4$ διαδρομές, κωδικοποίηση FEC(3,12) και PER:

$$p_1 = 0,1 \quad p_2 = 0,4 \quad p_3 = 0,2 \quad p_4 = 0,6$$

το διάγραμμα εκχώρησης γίνεται:



Σχήμα A2: Διάγραμμα εκχώρησης της συνάρτησης κατανομής Cauchy.

η εκχώρηση είναι:

$$k_1 = 2 \quad k_2 = 3 \quad k_3 = 3 \quad k_4 = 4$$

Η αντίστοιχη πιθανότητα υποκλοπής είναι $P_{eavesdropper} = 0,2268$, ενώ η βέλτιστη πιθανότητα είναι $P_{eavesdropper}^{optimum} = 0,1139$.

Κατανομή Erlang

Η συνάρτηση είναι:

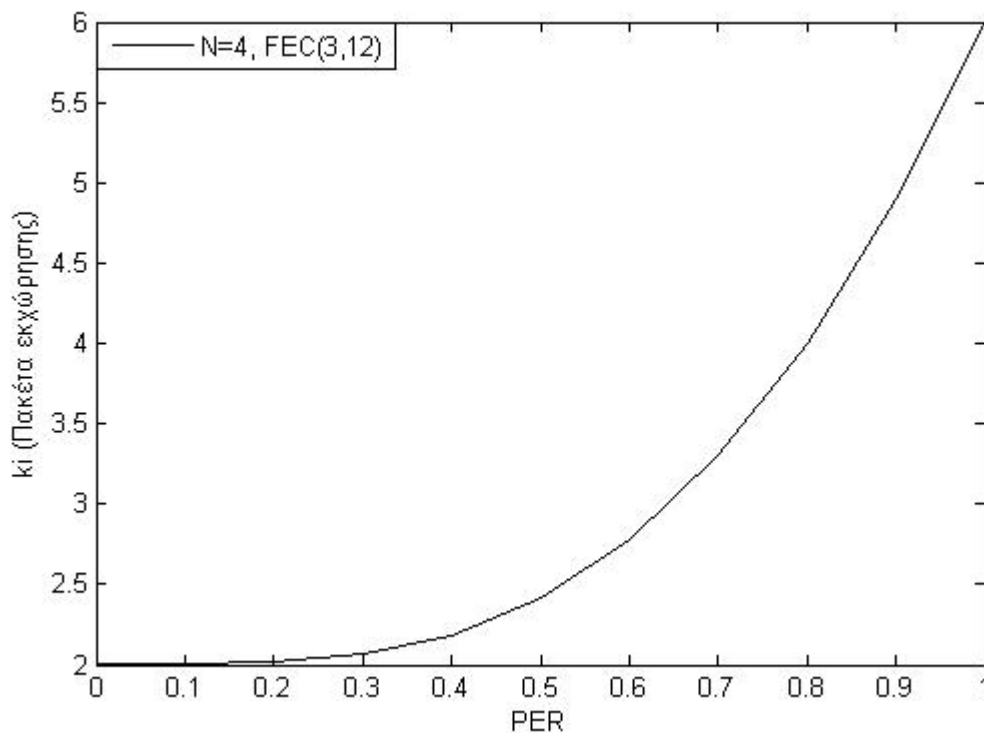
$$y(PER) = \left[\frac{a^t}{(t-1)!} PER^{t-1} \exp(-aPER) \right] \times \frac{k - N(n-1)}{0,0153} + n - 1$$

με $t = 5$ και $a = 1$.

Για $N = 4$ διαδρομές, κωδικοποίηση FEC(3,12) και PER:

$$p_1 = 0,1 \quad p_2 = 0,4 \quad p_3 = 0,2 \quad p_4 = 0,6$$

το διάγραμμα εκχώρησης γίνεται:



Σχήμα Α.3: Διάγραμμα εκχώρησης της συνάρτησης κατανομής Erlang.

η εκχώρηση είναι:

$$k_1 = 3 \quad k_2 = 3 \quad k_3 = 3 \quad k_4 = 3$$

Η αντίστοιχη πιθανότητα υποκλοπής είναι $P_{eavesdropper} = 0,3803$, ενώ η βέλτιστη πιθανότητα είναι $P_{eavesdropper}^{optimum} = 0,1139$.

Εκθετική Κατανομή

Η συνάρτηση είναι:

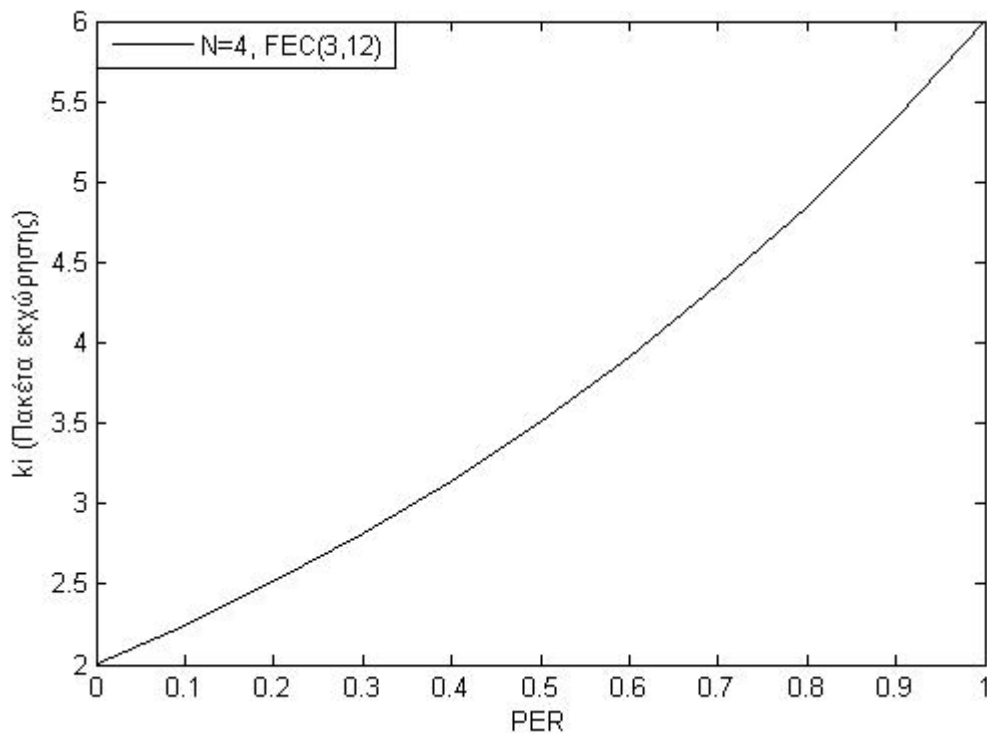
$$y(PER) = \left\{ \frac{1}{\beta} \exp \left[-\frac{(-PER - \mu)}{\beta} \right] - 1 \right\} \times \frac{k - N(n-1)}{1,7183} + n - 1$$

με $\beta = 1$ και $\mu = 0$.

Για $N = 4$ διαδρομές, κωδικοποίηση FEC(3,12) και PER:

$$p_1 = 0,1 \quad p_2 = 0,4 \quad p_3 = 0,2 \quad p_4 = 0,6$$

το διάγραμμα εκχώρησης γίνεται:



Σχήμα Α.4: Διάγραμμα εκχώρησης της συνάρτησης εκθετικής κατανομής.

η εκχώρηση είναι:

$$k_1 = 2 \quad k_2 = 3 \quad k_3 = 3 \quad k_4 = 4$$

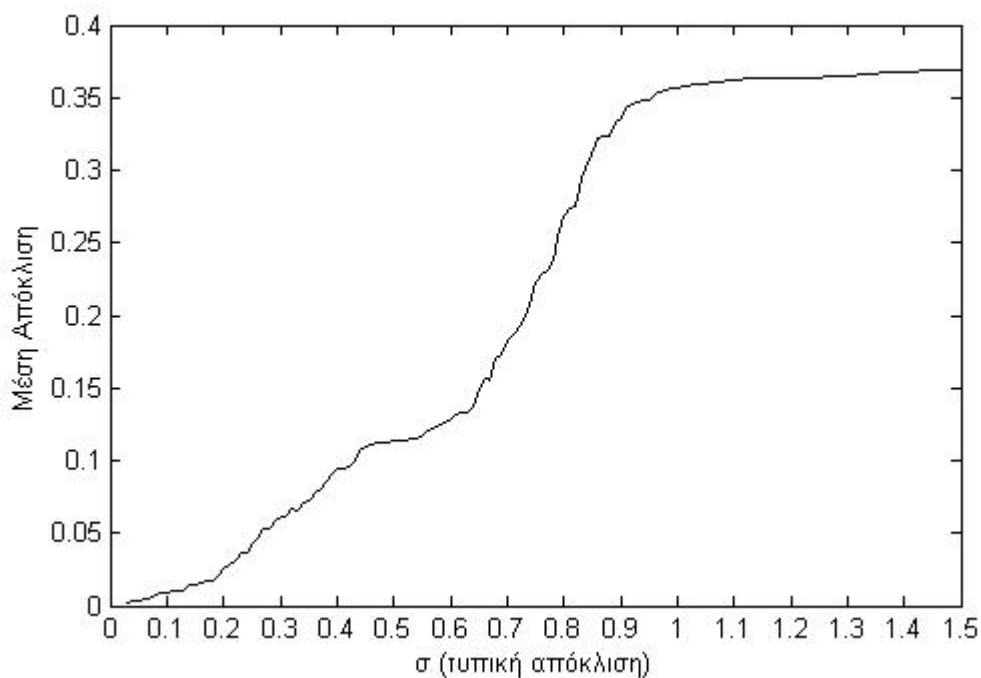
Η αντίστοιχη πιθανότητα υποκλοπής είναι $P_{eavesdropper} = 0,2268$, ενώ η βέλτιστη

πιθανότητα είναι $P_{eavesdropper}^{optimum} = 0,1139$.

ΠΑΡΑΡΤΗΜΑ Β

Επιλογή τυπικής απόκλισης σ

Στην συνάρτηση g , επιλέχτηκε τυπική απόκλιση ίση με $\sigma = 0,03$. Η επιλογή αυτή έγινε διότι δίνει τη μικρότερη απόκλιση από τη βέλτιστη τιμή. Εκτελέστηκε προσομοίωση με 50 τυχαίες τριάδες PER, για $N=3$ και FEC(3,12). Υπολογίστηκε η μέση απόκλιση για τις 50 τριάδες PER, για κάθε σ ξεχωριστά. Τα αποτελέσματα φαίνονται στο παρακάτω διάγραμμα (Σχήμα Β1).



Σχήμα Β1: Παρουσιάζεται η μέση απόκλιση συναρτήσει της τυπικής απόκλισης σ . Για κάθε σ , εκτελέστηκαν 50 προσομοιώσεις και υπολογίστηκε η μέση απόκλιση.

Όπως παρατηρείται από το διάγραμμα, η μέση απόκλιση αυξάνεται με την αύξηση της τυπικής απόκλισης. Συνεπώς, δικαιολογείται η επιλογή του $\sigma = 0,03$.

ΠΑΡΑΡΤΗΜΑ Γ

Γραμμικός Προγραμματισμός

Εισαγωγή

Στην επιστήμη των μαθηματικών ο γραμμικός προγραμματισμός είναι μια τεχνική βελτιστοποίησης μιας γραμμικής αντικειμενικής συνάρτησης που υπόκειται σε γραμμικούς περιορισμούς ισότητας ή ανισότητας. Ο γραμμικός προγραμματισμός καθορίζει τον τρόπο με τον οποίο επιτυγχάνεται το βέλτιστο αποτέλεσμα σε ένα μαθηματικό μοντέλο, δεδομένων ορισμένων απαιτήσεων που αναπαριστώνται από γραμμικές εξισώσεις.

Τυπικά, δεδομένου ενός πολυτόπου (για παράδειγμα ενός πολυγώνου) και μιας πραγματικής συνάρτησης

$$f(x_1, x_2, \dots, x_n) = c_1x_1 + c_2x_2 + \dots + c_nx_n + d$$

που ορίζεται στο συγκεκριμένο πολυτόπο, η μέθοδος του γραμμικού προγραμματισμού θα εντοπίσει ένα σημείο του πολυτόπου όπου η συνάρτηση λαμβάνει τη μικρότερη (ή μεγαλύτερη) τιμή. Είναι πιθανό να μην υπάρχουν τέτοια σημεία αλλά, εφόσον υπάρχουν, θα βρίσκονται στις κορυφές του πολυτόπου.

Ένα πρόβλημα γραμμικού προγραμματισμού εκφράζεται υπό κανονική μορφή ως εξής:

$$\begin{aligned} \text{Max} \quad & \mathbf{c}^T \mathbf{x} \\ \text{υ.τ.π} \quad & \mathbf{Ax} \leq \mathbf{b} \end{aligned}$$

όπου \mathbf{x} το διάνυσμα των μεταβλητών απόφασης. Τα \mathbf{c} και \mathbf{b} είναι διανύσματα γνωστών συντελεστών και \mathbf{A} είναι ένας πίνακας συντελεστών. Η συνάρτηση μεγιστοποίησης (ή ελαχιστοποίησης) καλείται αντικειμενική συνάρτηση (στη συγκεκριμένη περίπτωση είναι η $\mathbf{c}^T \mathbf{x}$). Οι εξισώσεις $\mathbf{Ax} \leq \mathbf{b}$ αποτελούν τους περιορισμούς και προσδιορίζουν ένα κυρτό πολύεδρο επί του οποίου πρέπει να βελτιστοποιηθεί η αντικειμενική συνάρτηση.

Ο γραμμικός προγραμματισμός εφαρμόζεται σε ποικίλα επιστημονικά πεδία. Είναι ευρέως διαδεδομένος στη λύση επιχειρηματικών και οικονομικών προβλημάτων αλλά αποτελεί και σημαντικό εργαλείο για μηχανικούς.

Κανονική μορφή γραμμικού προγραμματισμού

Η κανονική μορφή αποτελεί τη συνηθέστερη μορφή με την οποία περιγράφεται ένα πρόβλημα γραμμικού προγραμματισμού. Αποτελείται από τα εξής τρία τμήματα:

- Μια γραμμική συνάρτηση μεγιστοποίησης

$$\text{πχ. } \text{Max } c_1x_1 + c_2x_2$$

- Τους περιορισμούς του προβλήματος

$$a_{11}x_1 + a_{12}x_2 \leq b_1$$

$$\text{πχ. } a_{21}x_1 + a_{22}x_2 \leq b_2$$

$$a_{31}x_1 + a_{312}x_2 \leq b_3$$

- Τις μη αρνητικές μεταβλητές

$$\text{πχ. } x_1 \geq 0$$

$$x_2 \geq 0$$

Συνήθως, το πρόβλημα εκφράζεται σε μορφή πίνακα:

$$\begin{array}{ll} \text{Max} & \mathbf{c}^T \mathbf{x} \\ \text{υ.τ.π} & \mathbf{Ax} \leq \mathbf{b}, \quad \mathbf{x} \geq 0 \end{array}$$

Άλλες μορφές, όπως τα προβλήματα ελαχιστοποίησης ή προβλήματα με αρνητικές μεταβλητές, μπορούν να μετασχηματιστούν στο ισοδύναμο πρόβλημα κανονικής μορφής.

Επαυξημένη μορφή

Η επαυξημένη μορφή του γραμμικού προγραμματισμού χρησιμοποιείται για την επίλυση των προβλημάτων με την μέθοδο Simplex και εισάγει μη αρνητικές χαλαρές μεταβλητές που αντικαθιστούν τις ανισότητες που υπάρχουν στους περιορισμούς σε ισότητες. Το πρόβλημα μπορεί να γραφεί στην ακόλουθη μητρική μορφή:

$$\text{Max } Z$$

$$\begin{bmatrix} 1 & -\mathbf{c}^T & 0 \\ 0 & \mathbf{A} & \mathbf{I} \end{bmatrix} \begin{bmatrix} Z \\ \mathbf{x} \\ \mathbf{x}_s \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} 0 \\ \mathbf{b} \end{bmatrix}$$

$$\mathbf{x}, \mathbf{x}_s \geq 0$$

όπου \mathbf{x}_s είναι οι νέες χαλαρές μεταβλητές και Z είναι η μεταβλητή που πρέπει να μεγιστοποιηθεί.

Δυαδικότητα

Κάθε πρόβλημα γραμμικού προγραμματισμού, που αναφέρεται συνήθως ως πρωταρχικό πρόβλημα, μπορεί να μετασχηματιστεί στο δυαδικό του πρόβλημα που παρέχει ένα άνω όριο στη βέλτιστη τιμή του πρωταρχικού προβλήματος. Υπό μορφή μήτρας, το πρωταρχικό πρόβλημα εκφράζεται ως εξής:

$$\begin{aligned} &Max \quad \mathbf{c}^T \mathbf{x} \\ &υ.τ.π \quad \mathbf{Ax} \leq \mathbf{b}, \quad \mathbf{x} \geq 0 \end{aligned}$$

Το αντίστοιχο αυτού δυαδικό πρόβλημα είναι:

$$\begin{aligned} &Min \quad \mathbf{b}^T \mathbf{y} \\ &υ.τ.π \quad \mathbf{A}^T \mathbf{y} \geq \mathbf{c}, \quad \mathbf{y} \geq 0 \end{aligned}$$

όπου χρησιμοποιείται το \mathbf{y} αντί του \mathbf{x} ως διάνυσμα μεταβλητών.

Υπάρχουν δύο θεμελιώδεις αρχές της θεωρίας της δυαδικότητας. Πρώτον, το δυαδικό πρόβλημα ενός δυαδικού προβλήματος είναι το πρωταρχικό πρόβλημα. Επιπλέον, κάθε εφικτή λύση ενός γραμμικού προβλήματος δίδει ένα όριο για τη βέλτιστη τιμή της αντικειμενικής συνάρτησης του δυαδικού. Το θεώρημα της αδύναμης δυαδικότητας δηλώνει ότι κάθε εφικτή λύση της αντικειμενικής συνάρτησης του δυαδικού προβλήματος είναι πάντοτε μεγαλύτερη ή ίση από την εφικτή λύση της αντικειμενική συνάρτηση του πρωταρχικού προβλήματος. Το θεώρημα της ισχυρής δυαδικότητας δηλώνει ότι αν το πρωταρχικό πρόβλημα έχει βέλτιστη λύση, \mathbf{x}^* , τότε το δυαδικό πρόβλημα έχει βέλτιστη λύση, \mathbf{y}^* , τέτοια ώστε $\mathbf{c}^T \mathbf{x}^* = \mathbf{b}^T \mathbf{y}^*$.

Επίσης, ένα πρόβλημα γραμμικού προγραμματισμού μπορεί να είναι ή αδύνατο ή αόριστο. Το θεώρημα της δυαδικότητας δηλώνει ότι αν το πρωταρχικό πρόβλημα είναι αόριστο, το δυαδικό πρόβλημα είναι αδύνατο (θεώρημα αδύναμης δυαδικότητας). Ομοίως, αν το δυαδικό πρόβλημα είναι αόριστο, το πρωταρχικό πρόβλημα είναι αδύνατο. Εντούτοις, είναι πιθανό τόσο το πρωταρχικό όσο και το δυαδικό πρόβλημα να είναι αδύνατα (λήμμα του Farka).

ΠΑΡΑΡΤΗΜΑ Δ

ΟΡΟΛΟΓΙΑ

| Διεθνής όρος | Ελληνικός όρος | Περιγραφή |
|---------------------------|------------------------------------|--|
| Call blocking probability | Πιθανότητα αποκλεισμού μιας κλήσης | Η πιθανότητα μια κλήση να μη γίνει δεκτή από το σύστημα. |
| Constant Bit Rate - CBR | Κίνηση σταθερού ρυθμού | Αναφέρεται σε κίνηση της οποίας ο ρυθμός δεν μεταβάλλεται. |
| Control overhead | Επιβάρυνση ελέγχου | Η επιβάρυνση που προκαλείται από τα μηνύματα που ανταλλάσσονται μεταξύ των κόμβων και δεν αφορούν την πληροφορία του χρήστη. |
| Count to infinity problem | Πρόβλημα μέτρησης στο άπειρο | Πρόβλημα που εμφανίζεται στα δίκτυα και έχει ως αποτέλεσμα ο αλγόριθμος προσδιορισμού του κόστους για κάθε κόμβο να μη συγκλίνει. |
| Exposed terminals | Εκτεθειμένα τερματικά | Πρόβλημα κατά το οποίο ορισμένα τερματικά, χωρίς να χρειάζεται, αναβάλλουν την αποστολή πακέτων, επειδή το κανάλι είναι κατειλημμένο από άλλο τερματικό. |
| Flood technique | Τεχνική πλημμύρας | Τεχνική μέσω της οποίας ανταλλάσσονται πληροφορίες που αφορούν τους κόμβους. Οι πληροφορίες φθάνουν από ένα κόμβο σε όλους τους άλλους πλημμυρίζοντας το |

δίκτυο.

| | | |
|--------------------------------|---------------------------------|--|
| Innovative packet | Καινοτόμο πακέτο | Πακέτο που φτάνει σε κάποιο κόμβο και είναι ανεξάρτητο από τα ήδη ληφθέντα. |
| Latency time | Λανθάνων χρόνος | Αποτελεί τη χρονική καθυστέρηση μεταξύ της στιγμής που εκκινεί κάποια διαδικασία και της στιγμής όπου τα αποτελέσματά της γίνονται εμφανή. |
| Link State Advertisement - LSA | Διαφήμιση κατάστασης ζεύξης | Μηνύματα που ανταλλάσσονται για τα χαρακτηριστικά των ζεύξεων. |
| Load balancing | Εξισορρόπηση φορτίου | Μέθοδος που αφορά την κατανομή των πακέτων σε πολλαπλές διαδρομές. |
| Packet loss ratio | Ρυθμός απώλειας πακέτων | Το ποσοστό των χαμένων πακέτων μιας μετάδοσης. |
| Pareto efficient situation | Αποτελεσματική κατάσταση Pareto | Κατάσταση που κάθε βελτίωση στο όφελος ενός, οδηγεί σε αντίθετα αποτελέσματα στο όφελος κάποιου άλλου. |
| Source coding | Κωδικοποίηση ψηφίου | Μέθοδος συμπίεσης πληροφορίας. |
| Throughput | Ρυθμός διέλευσης | Μέσος ρυθμός επιτυχημένης παράδοσης πακέτων σε ένα δίαυλο. |

ΒΙΒΛΙΟΓΡΑΦΙΑ

- [1] Wikipedia: <http://el.wikipedia.org/wiki/Routing>
- [2] Wikipedia: <http://en.wikipedia.org/wiki/Routing>
- [3] A. S. Tanenbaum, “Δίκτυα Υπολογιστών” Τέταρτη Αμερικάνικη Έκδοση, Εκδόσεις Κλειδάριθμος (σελ. 419), 2003 (ανατυπώθηκε 2007)
- [4] I. Gojmerac, “Adaptive Multi-Path Routing for Internet Traffic Engineering”, Dissertation, April 2007
- [5] I. F. Akyuldiz, X. Wang, W. Wang, “Wireless mesh networks: a survey”, Elsevier, 2004
- [6] I. F. Akyuldiz, X. Wang, “A Survey on Wireless Mesh Networks” ,IEEE Radio Communications, 2005
- [7] S. Waharte, R. Boutaba, Y. Iraqi, B. Ishibashi, “Routing protocols in wireless mesh networks: challenges and design considerations”, Multimedia Tools and Applications, Springer, 2006
- [8] M. Mosko, J.J. Garcia-Luna-Aceves, “Multipath Routing in Wireless Mesh Networks”, Proc IEEE Workshop on wireless mesh networks (WiMesh), 2005
- [9] K. Wu, J. Harms, “On-Demand Multipath Routing for Mobile Ad Hoc Networks”, Computer Science Department University of Alberta, pp. 2E8, 2008
- [10] G. Myoung Lee, J. Seek Choi, “A survey of multipath routing for traffic engineering”, Information and Communication University (ICU), 2002
- [11] J. Tsai, T. Moors, “A review of Multipath Routing Protocols: From Wireless Ad Hoc to Mesh Networks”, Proceedings of the ACoRN Early Career Researcher Workshop on Wireless Multihop Networking, 2006
- [12] S. Mueller, R. P. Tsang, and D. Ghosal, “Multipath Routing in Mobile Ad Hoc Networks: Issues and Challenges”, Lecture Notes in Computer Science, 2004
- [13] A. Sasan, E. Shervin, “A Multipath Routing Survey for Mobile Ad-Hoc Networks”, Proceedings of the IEEE CCNC 2006, pp. 984-988, 2006

- [14] X. Zhang, B. Li, “Optimized Multipath Network Coding in Lossy Wireless Networks”, Proceedings - The 28th International Conference on Distributed Computing Systems, ICDCS 2008, art. no. 4595889, pp. 243-250, 2008
- [15] S. Fischer, B. Vöcking, “Evolutionary Game Theory with Application to Adaptive Routing”, Proc. European Conference on Complex Systems (ECCS), 2005
- [16] C. Canfeng, M. Jian, W. Weiling, Z. Jiongan, “A Modeling Framework for Multipath Routing in Ad Hoc Networks”, IEEE Global Telecommunications Conference(GLOBECOM), pp. 5, 2005
- [17] S. Mao, “Realtime Multimedia Transport using Multiple Paths” PhD Dissertation, January 2004
- [18] Wikipedia http://en.wikipedia.org/wiki/Forward_error_correction
- [19] Information Technology Laboratory , National Institute of Standards and Technology (NIST): <http://www.itl.nist.gov/div898/handbook/eda/section3/eda366.htm>
- [20] Γ. Κοκολάκης, Ι. Σπηλιώτης, “Εισαγωγή στη θεωρία πιθανοτήτων και στατιστική”, εκδόσεις Συμεών, 3^η έκδοση, 1999
- [21] Π.Γ. Κωττής, Χ.Ν. Καψάλης, “Δορυφορικές Επικοινωνίες”, Εκδόσεις Τζιόλα, 2^η έκδοση, 2006
- [22] Wikipedia: http://en.wikipedia.org/wiki/Forward_error_correction
- [23] Wikipedia: http://en.wikipedia.org/wiki/Code_rate
- [24] A. W. Moore, “Games with Hidden Information”, (presentation) Professor School of Computer Science Carnegie Mellon University. <http://www.autonlab.org/tutorials/gametheory.html>
- [25] Wikipedia: <http://en.wikipedia.org/wiki/Zero-sum>
- [26] R. McCain, “Game Theory: A Nontechnical Introduction to the Analysis of Strategy”: <http://william-king.www.drexel.edu/top/eco/game/ zerosum.html>
- [27] Wikipedia: <http://en.wikipedia.org/wiki/Throughput>
- [28] Wikipedia: http://en.wikipedia.org/wiki/Source_coding