



ΕΘΝΙΚΟ ΜΕΤΣΟΒΙΟ ΠΟΛΥΤΕΧΝΕΙΟ

ΣΧΟΛΗ ΗΛΕΚΤΡΟΛΟΓΩΝ ΜΗΧΑΝΙΚΩΝ
ΚΑΙ ΜΗΧΑΝΙΚΩΝ ΥΠΟΛΟΓΙΣΤΩΝ

ΤΟΜΕΑΣ ΕΠΙΚΟΙΝΩΝΙΩΝ ΗΛΕΚΤΡΟΝΙΚΗΣ ΚΑΙ ΣΥΣΤΗΜΑΤΩΝ
ΠΛΗΡΟΦΟΡΙΚΗΣ

**Αποδοτικοί Μηχανισμοί Ανάνηψης από
Σφάλματα Ζεύξεων με Χρήση Διαστρωματικής
Πληροφορίας σε Ασύρματα Αυτοργανούμενα
Δίκτυα Ad-Hoc**

ΔΙΠΛΩΜΑΤΙΚΗ ΕΡΓΑΣΙΑ

Παρασκευή Α. Παπούλα

Επιβλέπων : Συμεών Χ. Παπαβασιλείου

Επ. Καθηγητής ΕΜΠ

Αθήνα, Ιούλιος 2009



ΕΘΝΙΚΟ ΜΕΤΣΟΒΙΟ ΠΟΛΥΤΕΧΝΕΙΟ

ΣΧΟΛΗ ΗΛΕΚΤΡΟΛΟΓΩΝ ΜΗΧΑΝΙΚΩΝ
ΚΑΙ ΜΗΧΑΝΙΚΩΝ ΥΠΟΛΟΓΙΣΤΩΝ

ΤΟΜΕΑΣ ΕΠΙΚΟΙΝΩΝΙΩΝ ΗΛΕΚΤΡΟΝΙΚΗΣ ΚΑΙ ΣΥΣΤΗΜΑΤΩΝ
ΠΛΗΡΟΦΟΡΙΚΗΣ

Αποδοτικοί Μηχανισμοί Ανάνηψης από Σφάλματα Ζεύξεων με Χρήση Διαστρωματικής Πληροφορίας σε Ασύρματα Αυτοργανούμενα Δίκτυα Ad-Hoc

ΔΙΠΛΩΜΑΤΙΚΗ ΕΡΓΑΣΙΑ

Παρασκευή Α. Παπούλα

Επιβλέπων : Συμεών Χ. Παπαβασιλείου

Επ. Καθηγητής ΕΜΠ

Εγκρίθηκε από την τριμελή εξεταστική επιτροπή την 16^η Ιουλίου 2009.

Αθήνα, Ιούλιος 2009

.....
Σ. Παπαβασιλείου

Επικ. Καθ. Ε.Μ.Π.

.....
Β. Μάγκλαρης

Καθ. Ε.Μ.Π.

.....
Ι. Ρουσσάκη

Λέκτορας Ε.Μ.Π.

.....
Παρασκευή Α. Παπούλα

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

Copyright © Παρασκευή Α. Παπούλα, 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.

Περίληψη

Τα Αυτοργανούμενα Ad Hoc δίκτυα κερδίζουν ολοένα και περισσότερο έδαφος εξαιτίας διάφορων χαρακτηριστικών που παρουσιάζουν, όπως ευκολία στην εγκατάσταση και τη λειτουργία τους, ανθεκτικότητα σε σφάλματα, κινητικότητα και αποδοτικότητα συνδυασμένου δείκτη κόστους/αποτελέσματος. Εξαιτίας της έλλειψης κεντρικής υποδομής, αρκετά συχνά εμφανίζονται συγκρούσεις στο ασύρματο κανάλι, που προκαλούν μείωση της επίδοσης του δικτύου.

Ένα από τα κυριότερα προβλήματα των Αυτοργανούμενων Ad Hoc δικτύων είναι η χρονική καθυστέρηση που προκαλείται από παράγοντες όπως η συμφόρηση, η καθυστέρηση και τα σφάλματα που εισάγει ο ασύρματος τρόπος μετάδοσης. Στην παρούσα διπλωματική εστιάζουμε ειδικότερα σε αποδοτικούς μηχανισμούς που μειώνουν την καθυστέρηση η οποία εισάγεται από σφάλματα ζεύξεων, χωρίς να αυξάνονται οι απώλειες. Λειτουργώντας κυρίως στο στρώμα Ελέγχου Πρόσβασης στο Μέσο (MAC) αξιοποιούμε πληροφορία που έχει προκύψει από το επίπεδο δρομολόγησης για να υπολογιστεί μία διαδρομή ανάμεσα σε δύο απομακρυσμένους κόμβους. Με αυτόν τον τρόπο, μειώνουμε όχι μόνο τις απώλειες, αλλά και την καθυστέρηση ανάνηψης της ζεύξης. Προτείνονται δύο αλγόριθμοι για να αποφευχθεί ένας κόμβος που έγινε ξαφνικά ανενεργός. Στον πρώτο μηχανισμό η παράκαμψη είναι τοπική, ενώ στο δεύτερο χρησιμοποιείται μία νέα διαδρομή από τον ανενεργό κόμβο προς τον τελικό προορισμό. Για την επίδειξη των μοντέλων, χρησιμοποιείται το DSR πρωτόκολλο που ακολουθεί δρομολόγηση πηγής.

Σύμφωνα με τα αποτελέσματα των προσομοιώσεων, οι απώλειες πακέτων μειώνονται στο δίκτυο όταν εφαρμόζεται τοπική ή ολική παράκαμψη. Αυτό ήταν αναμενόμενο, καθώς το DSR πλημμυρίζει το δίκτυο με μηνύματα RREQ για να υπολογίσει νέα διαδρομή, αυξάνοντας έτσι το φορτίο του δικτύου και συνεπώς και την πιθανότητα σύγκρουσης. Επίσης η καθυστέρηση ανάνηψης στα προτεινόμενα μοντέλα είναι τρεις τάξεις μεγέθους μικρότερη από αυτήν του αρχικού. Τέλος αξίζει να σημειώσουμε ότι τα σχήματα τοπικής και ολικής παράκαμψης είναι εύκολα κλιμακούμενα σε δίκτυα μεγάλου μεγέθους.

Λέξεις Κλειδιά

Ασύρματα αυτοργανούμενα δίκτυα ad hoc, 802.11 DCF, πρωτόκολλο DSR, πρωτόκολλα παράκαμψης ζεύξεων.

Abstract

Wireless Ad Hoc networks gain constantly increasing technological and market shares, owe to the important features they exhibit, such as fast deployment, robustness to failures, mobility support and efficiency of the combined cost/results index. Due to the lack of central infrastructure, frequent collisions appear in the wireless channel, which eventually lead to performance degradation.

One of the most notable problems of wireless Ad Hoc networks is the delayed packet delivery caused by factors such as network bottlenecks, individual packet delay and link errors/faults inserted by the wireless channel. In this thesis, we focus on efficient mechanisms that aim at reducing the delay caused by link failures without increasing the packet loss. Operating mainly at the Medium Access Control (MAC) layer, information from the routing layer and the routing protocol is utilized in order to compute a route between two non-neighboring nodes. By such means, packet loss reduction is achieved, as well as reduction of the link recovery delay. Two mechanisms are proposed to bypass a suddenly non-operational node. In the first, the bypassing is local, while in the second a new global route towards the final destination is utilized. For demonstration purposes, the DSR routing protocol, which utilizes source routing, is employed.

According to the simulation results, packet loss is reduced when local or global bypassing is employed. This is intuitively expected, as the DSR protocol floods the network with RREQ packets in order to compute a new route, thus increasing network load and the collision probability respectively. Furthermore, the recovery delay in the proposed protocols is three orders of magnitude smaller than that of the initial mechanism. Last but not least, local and global bypassing can be very easily scaled in networks with large number of nodes.

Keywords

Wireless Ad Hoc networks, 802.11 DCF, DSR routing protocol, link bypassing protocols.

Ευχαριστίες

Στο σημείο αυτό θα ήθελα να εκφράσω τις ευχαριστίες μου προς κάποια πρόσωπα που με βοήθησαν με το δικό τους τρόπο στην εκπόνηση της διπλωματικής μου εργασίας.

Καταρχάς, θα ήθελα να ευχαριστήσω τον επιβλέποντα καθηγητή μου Συμεών Παπαβασιλείου για την άψογη συνεργασία του και την καθοδήγηση που μου παρείχε κυρίως στο τελευταίο εξάμηνο των σπουδών μου. Οι υποδείξεις του και οι παρατηρήσεις του οδήγησαν στην προσαρμογή του τρόπου σκέψης μου στις υψηλές απαιτήσεις της εργασίας.

Στη συνέχεια, θα ήθελα να ευχαριστήσω τους γονείς μου Αναστάσιο και Ελπίδα για τις πολύτιμες ηθικές αξίες και αρχές με τις οποίες με εφοδίασαν κατά τη μέχρι τώρα μαθητική και φοιτητική πορεία μου, και για την συμπαράστασή τους κατά τη διάρκεια της εργασίας αυτής. Ο τρόπος ζωής και σκέψης τους αποτελεί πρότυπο για μένα που συνεισέφερε στη διαμόρφωση της προσωπικότητάς.

Επίσης, οφείλω ένα μεγάλο ευχαριστώ στα αδέρφια μου Ελένη και Μιχάλη, τα οποία πίστεψαν στις ικανότητές μου και συνεισέφεραν πολύπλευρα στις αποφάσεις μου της περιόδου αυτής. Η στάση ζωής με ενθαρρύνει και με διδάσκει να καταπολεμώ τις δυσκολίες που παρουσιάζονται στις επιλογές μου με θάρρος και αποφασιστικότητα.

Σημαντικό ρόλο στην εκπόνηση της παρούσας διπλωματικής διαδραμάτισαν και οι υπεύθυνοι της διπλωματικής μου εργασίας Βασίλειος Καρυώτης και Δήμητρα Κόλλια τους οποίους και ευχαριστώ. Έδειξαν υπομονή και επιμονή στην αντιμετώπιση των προβλημάτων που παρουσιάστηκαν στην εργασία, όσο και στα διλήμματά μου για την μετέπειτα πορεία μου στο μεταπτυχιακό χώρο σπουδών. Πιστεύω ότι η συνεργασία μου μαζί τους δεν θα λήξει με την ολοκλήρωση της παρούσας διπλωματικής.

First you dream it,

then you do it...

Περιεχόμενα

| | |
|---|----|
| Περίληψη..... | 1 |
| Abstract | 3 |
| Ευχαριστίες..... | 5 |
| Περιεχόμενα | 7 |
| Κατάλογος Εικόνων | 9 |
| Κατάλογος Διαγραμμάτων | 10 |
| Κεφάλαιο 1..... | 12 |
| Εισαγωγή..... | 12 |
| 1.1 Συμβολή και Διάρθρωση Διπλωματικής Εργασίας..... | 15 |
| Κεφάλαιο 2..... | 18 |
| Οργάνωση και Λειτουργία Αυτοργανούμενων Ad Hoc Δικτύων | 18 |
| 2.1 Πρωτόκολλα Στρώματος Μεταφοράς | 18 |
| 2.2 Πρωτόκολλα Δρομολόγησης..... | 19 |
| 2.2.1 Επίπεδα Πρωτόκολλα Δρομολόγησης (Flat Routing)..... | 20 |
| 2.2.2 Ιεραρχικά Πρωτόκολλα Δρομολόγησης..... | 26 |
| 2.2.3 Πρωτόκολλα Υποβοηθούμενα από Γεωγραφική Πληροφορία Θέσης (Geographic Position Information Assisted Routing) | 29 |
| 2.3 Πρωτόκολλα Ελέγχου Πρόσβασης Στο Μέσο | 31 |
| 2.3.1 Κατανεμημένη Συνάρτηση Συντονισμού (Distributed Coordination Function, DCF) | 40 |
| 2.3.2 Μέγιστη Ρυθμαπόδοση και Ρυθμαπόδοση σε Κατάσταση Κορεσμού (Maximum and Saturation Throughput Performance) | 42 |
| 2.3.3 Ανάλυση Ρυθμαπόδοσης (Throughput Analysis)..... | 43 |
| 2.3.4 Μέγιστη Ρυθμαπόδοση Κορεσμού..... | 44 |
| 2.3.5 Αξιολόγηση Επίδοσης | 45 |
| Κεφάλαιο 3..... | 47 |
| Παράκαμψη Απασχολημένου κόμβου | 47 |
| 3.1 Τοπική Παράκαμψη (Local bypassing)..... | 47 |
| 3.2 Συνολική Παράκαμψη (Global bypassing) | 56 |
| 3.3 Γενίκευση Μοντέλων Παράκαμψης..... | 57 |
| Κεφάλαιο 4..... | 59 |
| Αποτελέσματα Προσομοιώσεων και Συγκρίσεις | 59 |
| 4.1 Μέτρηση Απωλειών Πακέτων..... | 59 |
| 4.2 Καθυστέρηση Ανάνηψης..... | 67 |

| | |
|--|----|
| Κεφάλαιο 5..... | 75 |
| Κεφάλαιο 5..... | 75 |
| Συμπεράσματα – Μελλοντική Δουλειά..... | 75 |
| ΒΙΒΛΙΟΓΡΑΦΙΑ..... | 78 |

Κατάλογος Εικόνων

| | |
|---|----|
| Εικόνα 1: Χρήση πακέτων RRTS για αποφυγή αύξησης ΒΟ μετρητή, και γνώση περιόδων ανταγωνισμού | 38 |
| Εικόνα 2: Μηχανισμός RTS/CTS κατά τη διάρκεια ενός πλήρους κύκλου λειτουργίας..... | 42 |
| Εικόνα 3: Αρχική διαδρομή πακέτων από τον κόμβο <i>A</i> προς τον <i>K</i> | 52 |
| Εικόνα 4: Εναλλακτική διαδρομή που προτείνει το μοντέλο τοπικής παράκαμψης όταν ο κόμβος <i>G</i> είναι απασχολημένος. | 53 |
| Εικόνα 5 Τοπολογία πέντε κόμβων του μοντέλου Τοπικής Παράκαμψης..... | 55 |
| Εικόνα 6: Εναλλακτική διαδρομή που προτείνει το μοντέλο συνολικής παράκαμψης όταν ο κόμβος <i>G</i> είναι απασχολημένος. | 57 |

Κατάλογος Διαγραμμάτων

| | |
|---|----|
| Διάγραμμα 1: Απώλειες Πακέτων για 10 Πακέτα, 20 κόμβους και διάσταση περιοχής $L=15$ | 60 |
| Διάγραμμα 2: Απώλειες Πακέτων για 10 Πακέτα, 30 κόμβους και διάσταση περιοχής $L=15$ | 60 |
| Διάγραμμα 3: Απώλειες Πακέτων για 20 Πακέτα, 20 κόμβους και διάσταση περιοχής $L=15$ | 61 |
| Διάγραμμα 4: Απώλειες Πακέτων για 20 Πακέτα, 30 κόμβους και διάσταση περιοχής $L=15$ | 61 |
| Διάγραμμα 5: Απώλειες Πακέτων για 30 Πακέτα, 20 κόμβους και διάσταση περιοχής $L=15$ | 62 |
| Διάγραμμα 6: Απώλειες Πακέτων για 30 Πακέτα, 30 κόμβους και διάσταση περιοχής $L=15$ | 62 |
| Διάγραμμα 7: Απώλειες Πακέτων για 50 πακέτα, 20 κόμβους και διάσταση περιοχής $L=15$ | 63 |
| Διάγραμμα 8: Απώλειες Πακέτων για 50 Πακέτα, 30 κόμβους και διάσταση περιοχής $L=15$ | 63 |
| Διάγραμμα 9: Απώλειες Πακέτων για 60 Πακέτα, 20 κόμβους και διάσταση περιοχής $L=15$ | 64 |
| Διάγραμμα 10: Απώλειες Πακέτων για 60 Πακέτα, 30 κόμβους και διάσταση περιοχής $L=15$ | 64 |
| Διάγραμμα 11: Απώλειες Πακέτων για 5 κόμβους και διάσταση περιοχής $L=15$ | 65 |
| Διάγραμμα 12: Απώλειες Πακέτων για 20 κόμβους και διάσταση περιοχής $L=15$ | 66 |
| Διάγραμμα 13: Απώλειες Πακέτων για δίκτυο 30 κόμβων και διάσταση περιοχής $L=15$ | 66 |
| Διάγραμμα 14: Καθυστέρηση Ανάνηψης για 10 Πακέτα, 20 κόμβους..... | 68 |
| Διάγραμμα 15: Καθυστέρηση Ανάνηψης για 10 Πακέτα, 30 κόμβους..... | 68 |
| Διάγραμμα 16: Καθυστέρηση Ανάνηψης για 20 Πακέτα, 20 κόμβους..... | 69 |
| Διάγραμμα 17: Καθυστέρηση Ανάνηψης για 20 Πακέτα, 30 κόμβους..... | 69 |

| | |
|---|----|
| Διάγραμμα 18: Καθυστέρηση Ανάνηψης για 30 Πακέτα, 20 κόμβους..... | 70 |
| Διάγραμμα 19: Καθυστέρηση Ανάνηψης για 30 Πακέτα, 30 κόμβους..... | 70 |
| Διάγραμμα 20: Καθυστέρηση Ανάνηψης για 50 Πακέτα, 20 κόμβους..... | 71 |
| Διάγραμμα 21: Καθυστέρηση Ανάνηψης για 50 Πακέτα, 30 κόμβους..... | 71 |
| Διάγραμμα 22: Καθυστέρηση Ανάνηψης για 60 Πακέτα, 20 κόμβους..... | 72 |
| Διάγραμμα 23: Καθυστέρηση Ανάνηψης για 60 Πακέτα, 30 κόμβους..... | 72 |
| Διάγραμμα 24: Καθυστέρηση Ανάνηψης για 5 κόμβους..... | 73 |
| Διάγραμμα 25: Καθυστέρηση Ανάνηψης για 20 κόμβους..... | 74 |
| Διάγραμμα 26: Καθυστέρηση Ανάνηψης για 30 κόμβους..... | 74 |

Κεφάλαιο 1

Εισαγωγή

Προσωπικοί υπολογιστές, τηλέφωνα, αισθητήρες και άλλες ηλεκτρονικές συσκευές χρησιμοποιούνται ολοένα και περισσότερο σε διαφορετικούς χώρους, όπως σε κατοικίες, κτίρια, πόλεις, σχηματίζοντας διαφόρων ειδών δίκτυα. Παραδοσιακά, τα ενσύρματα δίκτυα παρέχουν στους χρήστες τους υψηλούς ρυθμούς μετάδοσης δεδομένων, αξιοπιστία και ασφάλεια, αλλά ταυτόχρονα περιορίζουν τις δραστηριότητές τους εξαιτίας της στατικής και εξαρτώμενης από την τοποθεσία πρόσβασης στην υποδομή του δικτύου.

Από την άλλη πλευρά, ασύρματα δίκτυα έχουν υιοθετηθεί πρόσφατα για να προσφέρουν κινητικότητα, ευελιξία, αποδοτικότητα, και δημιουργία προσωρινών υποδομών στα σημεία όπου η εγκατάσταση σταθερής υποδομής κρίνεται αδύνατη ή ασύμφορη. Τα κινητά ασύρματα δίκτυα μπορούν να χωριστούν σε δύο κατηγορίες, εκείνα που διαθέτουν κεντρική υποδομή (όπως είναι τα κυψελωτά συστήματα και τα Wi-Fi) και αυτά χωρίς κεντρική υποδομή (όπως είναι τα δίκτυα αισθητήρων και τα αυτοργανούμενα Ad Hoc). Στην πρώτη κατηγορία το δίκτυο έχει σταθερές και ενσύρματες πύλες στο Διαδίκτυο (gateways) και η κινητή συσκευή εξακολουθεί να έχει σταθερό σημείο πρόσβασης στο μέσο. Συνεπώς, η κινητικότητα παραμένει ένας περιοριστικός παράγοντας για τους χρήστες. Στα πλαίσια της παρούσας διπλωματικής θα επικεντρωθούμε στη δεύτερη κατηγορία, η οποία αναφέρεται ως «κινητά αυτοργανούμενα δίκτυα» (Mobile Ad hoc Networks, MANET). Ένα τέτοιο δίκτυο είναι αυτο-οργανούμενο, αυτο-ρυθμιζόμενο και η υποδομή του μεταβάλλεται δυναμικά εξαιτίας περιβαλλοντικών παραγόντων και της κινητικότητας των κόμβων του. Οι κόμβοι μοιράζονται το ίδιο ασύρματο κανάλι, λειτουργώντας ως δρομολογητές (routers) και χρήστες (hosts) ταυτόχρονα. Τα βασικότερα χαρακτηριστικά των δικτύων αυτών, είναι η κινητικότητα, η αυθαίρετη τοπολογία, η δυναμική συνδεσιμότητα, η ευελιξία, η ευρωστία, το χαμηλό κόστος και η απουσία σταθερών δρομολογητών. Παράλληλα, αρκετά θέματα, όπως οι περιορισμένοι πόροι επικοινωνίας (ενέργεια και εύρος ζώνης), οι χαμηλοί ρυθμοί μετάδοσης, ο θόρυβος και η περιορισμένη εμβέλεια αποτελούν προκλήσεις που πρέπει να αντιμετωπιστούν στα κινητά αυτοργανούμενα ad hoc δίκτυα. Συνεπώς είναι αναγκαία η δημιουργία

μηχανισμών και κανόνων που θα εξυπηρετούν τις επιθυμίες του κάθε χρήστη, όπως είναι το αυξημένο εύρος ζώνης/ρυθμοί μετάδοσης και η χαμηλή καθυστέρηση παράδοσης πακέτων, χωρίς να επηρεάζουν την ομαλή λειτουργία όλου του δικτύου.

Το πρότυπο IEEE 802.11 [1] είναι ένα σύνολο από κανόνες (standards) για ασύρματη επικοινωνία μεταξύ υπολογιστών τοπικού δικτύου, οι οποίοι αναλύονται περαιτέρω σε επόμενα κεφάλαια. Το πρότυπο 802.11e [2] βελτιώνει το 802.11, λύνοντας τα προβλήματα του κρυμμένου και του εκτεθειμένου τερματικού, τα οποία απαντώνται συχνά στα ad hoc δίκτυα και εξηγούνται αναλυτικότερα στη συνέχεια. Στο 802.11, εισάγεται ένα μέγιστο χρονικό διάστημα ευκαιρίας μετάδοσης (transmission opportunity, TxOP) μέσα στο οποίο ένας κόμβος θα πρέπει να στείλει τα πλαίσιά του. Επίσης παρέχεται ποιότητα υπηρεσίας καθώς η κατανομημένη πρόσβαση στο μέσο χρησιμοποιεί προτεραιότητα σχετικά με το χρόνο μετάδοσης, τη διάρκειά της, και το παράθυρο ανταγωνισμού (Contention Window, CW). Ο μηχανισμός αυτός, χρησιμοποιεί κατηγορίες πρόσβασης με διαφορετικές ουρές και χρονοδιακόπτες για να ταυτοποιήσει ομάδες κίνησης (traffic types) που ανταγωνίζονται για το διάστημα ευκαιρίας μετάδοσης, το οποίο τελικά ανατίθεται στην κατηγορία με τη μεγαλύτερη προτεραιότητα.

Η κατάσταση των συνδέσεων σε ένα αυτοργανούμενο δίκτυο επηρεάζεται από χαρακτηριστικά όπως η κινητικότητα κόμβων, περιβαλλοντικές μεταβολές και δυνητικά άγνωστη τοποθεσία των κόμβων. Αν χρησιμοποιηθεί ομοιοκατευθυντική κεραία μετάδοσης δεν απαιτείται η γνώση της τοποθεσίας του παραλήπτη, αφού το σήμα θα το λάβουν όλοι όσοι βρίσκονται εντός της εμβέλειας της κεραίας. Ωστόσο όλοι οι κόμβοι στη γειτονιά αυτή πρέπει να παραμείνουν σιωπηλοί κατά τη διάρκεια της μετάδοσης για να μην παρεμβάλλουν στη λήψη. Η γειτονιά αυτή εξαρτάται από το κέρδος της κεραίας, το οποίο είναι μικρότερο από αυτό μιας κατευθυντικής κεραίας. Αν χρησιμοποιηθεί κατευθυντική κεραία αυξάνεται η ακτίνα μετάδοσης, μειώνεται η παρεμβολή και η περιοχή που καλύπτεται δεν είναι πλέον κυκλική, με αποτέλεσμα να διευκολύνεται η χωρική επαναχρησιμοποίηση και οι ταυτόχρονες μεταδόσεις στον ίδιο χώρο μετάδοσης. Τα μειονεκτήματα χρήσης κατευθυντικής κεραίας είναι η απαίτηση της γνώσης της τοποθεσίας του παραλήπτη με ακρίβεια και το φαινόμενο γνωστό ως κώφωση (deafness): όταν ένας κόμβος έχει προσανατολιστεί προς μία κατεύθυνση, τότε δεν μπορεί να δεχθεί παρεμβολή από σήματα που προέρχονται από τις υπόλοιπες κατευθύνσεις, και συνεπώς θεωρείται «κωφός» (deaf)

για αυτές. Ο μηχανισμός που συνήθως χρησιμοποιείται είναι ένα σύστημα με δύο τρόπους μετάδοσης και λήψης, ομοιοκατευθυντικό και κατευθυντικό. Η επικοινωνία μπορεί να ξεκινήσει με ομοιοκατευθυντικό τρόπο, αν είναι άγνωστος ο παραλήπτης ή η θέση του, και να συνεχίσει με κατευθυντικό τρόπο. Το φαινόμενο αυτό (κώφωση-deafness) μπορεί να επηρεάσει την επίδοση του δικτύου προκαλώντας απόρριψη πακέτων χωρίς να υπάρχει συμφόρηση ή φθορά της ζεύξης (link rupture), και να δημιουργήσει μικρής διάρκειας έλλειψη εμπιστοσύνης μεταξύ ροών που έχουν τον ίδιο παραλήπτη. Το φαινόμενο κρυμμένου τερματικού επιδεινώνεται με τη χρήση κατευθυντικών κεραιών, αλλά μία πιθανή λύση σε αυτή την περίπτωση είναι να στέλνονται όλα τα πλαίσια ελέγχου ομοιοκατευθυντικά. Μία δεύτερη λύση είναι να στέλνονται κατευθυντικά τα RTS πλαίσια και ομοιοκατευθυντικά τα CTS πλαίσια, οπότε αν κάποιος αδρανής (idle) κόμβος λάβει ένα CTS, να μη χρησιμοποιεί τη συγκεκριμένη κατεύθυνση για μετάδοση, αλλά τις υπόλοιπες, αποφεύγοντας έτσι την παρεμβολή και αυξάνοντας τη χωρική επαναχρησιμοποίηση. Τα μηνύματα ελέγχου RTS/CTS όπως εξηγούνται και στην επόμενη ενότητα, χρησιμοποιούνται για την κατάληψη του μέσου από όσους κόμβους επιτρέπεται κάθε φορά, ώστε να ελαχιστοποιούνται οι συγκρούσεις. Επίσης, η χρήση κατευθυντικών κεραιών επηρεάζει και τη δρομολόγηση. Το πρωτόκολλο δρομολόγησης που προτείνεται, είναι τύπου κατάστασης ζεύξης (Link State), προνοητικό (proactive) το οποίο μειώνει την ποσότητα των μηνυμάτων ενημερώσεων που αφορούν στην κατάσταση ζεύξης όσο η απόσταση από τον αρχικό (originating) κόμβο αυξάνεται. Κατευθυντικές κεραιές μπορούν να χρησιμοποιηθούν για τη δημιουργία πιο μακρινών ζεύξεων και την τοπική αποκατάσταση μίας σπασμένης διαδρομής (broken link).

Χαρακτηριστικά όπως η εκπομπή (broadcast), η απουσία κεντρικής υποδομής, η δυναμική τοπολογία, η συνεργατική πολυβηματική (multihop) επικοινωνία και η αυτο-οργάνωση, αυξάνουν την ευπάθεια (vulnerability) ενός ad hoc δικτύου. Παράλληλα, ένα τέτοιο δίκτυο είναι εκτεθειμένο σε καταστροφικές επιθέσεις άρνησης υπηρεσίας (jamming denial of service attacks, DoS) και σε παρακολούθηση μηνυμάτων στο κοινό μέσο μετάδοσης (eavesdropping). Για να λυθούν τέτοια προβλήματα, προτείνεται η χρήση συμμετρικών και μη συμμετρικών κρυπτογραφικών κλειδιών, για την κωδικοποίηση των πακέτων και των περιεχομένων τους.

1.1 Συμβολή και Διάρθρωση Διπλωματικής Εργασίας

Η επικοινωνία στα ad hoc δίκτυα, γίνεται βήμα προς βήμα από την πηγή προς τον προορισμό. Αυτό συνεπάγεται ότι αφού βρεθεί μία διαδρομή με βάση ένα κριτήριο που μας ενδιαφέρει, όπως για παράδειγμα η πιο σύντομη, ή αυτή με τις λιγότερες παρεμβολές, η πηγή θα στείλει ένα πακέτο στον πρώτο κόμβο της διαδρομής, έπειτα αυτός στον επόμενο και η διαδικασία επαναλαμβάνεται. Εδώ πρέπει να σημειώσουμε ότι ο κάθε κόμβος σε κάθε χρονική στιγμή μπορεί να είναι άεργος, σε κατάσταση λήψης, σε κατάσταση μετάδοσης, ή ανενεργός. Κατά συνέπεια, επειδή ο κάθε κόμβος μπορεί είτε να λαμβάνει είτε να στέλνει την κάθε χρονική στιγμή, ο ενδιάμεσος κόμβος θα περιμένει να λάβει το πακέτο από την πηγή και μετά να το προωθήσει στον επόμενο άεργο κόμβο. Συνεπώς στην περίπτωση που κάποιος από τους ενδιάμεσους κόμβους μίας διαδρομής τεθεί εκτός λειτουργίας, είτε για λόγους συμφόρησης είτε για λόγους βλάβης, τότε η επικοινωνία θα διακοπεί προσωρινά μέχρι να βρεθεί εναλλακτική διαδρομή, αν αυτό είναι δυνατόν. Οι γειτονικοί κόμβοι αυτού που βγήκε εκτός λειτουργίας, θα διαπιστώσουν πρώτοι την απουσία του, οπότε και θα πρέπει να ενημερώσουν το ζεύγος πηγής-προορισμού ότι η διαδρομή δεν ισχύει πλέον. Όσο πιο γρήγορη είναι η αποκατάσταση της επικοινωνίας, τόσο λιγότερα πακέτα θα χαθούν στο διάστημα μέχρι να σταματήσει η πηγή να στέλνει πακέτα προς την παλιά διαδρομή και τόσο λιγότερη καθυστέρηση θα έχουν τα επόμενα πακέτα.

Το πρόβλημα που καλούμαστε να εξετάσουμε στην παρούσα διπλωματική, είναι αυτό της συμφόρησης μίας συγκεκριμένης ζεύξης (bottleneck) κατά μήκος μιας πολυβηματικής διαδρομής. Χαρακτηριστικά ενός ad hoc δικτύου όπως η έλλειψη κεντρικής υποδομής και η δυναμική τοπολογία που αναφέρθηκαν παραπάνω, είναι πιθανόν να δημιουργήσουν συμφόρηση σε κάποιο σημείο της διαδρομής, με αποτέλεσμα τα πακέτα να καθυστερήσουν σημαντικά και να έχουν αυξημένη πιθανότητα απόρριψης στη συγκεκριμένη ζεύξη. Αν τα πακέτα αφορούν εφαρμογή με μικρή ανοχή στην καθυστέρηση, τότε το πρόβλημα της συμφόρησης πρέπει να εντοπιστεί αμέσως και να αντιμετωπιστεί. Μία πιθανή λύση είναι να δημιουργηθεί μία τοπική παράκαμψη γύρω από τον κόμβο που προκαλεί την καθυστέρηση (local bypassing), ειδάλως τα πακέτα θα πρέπει να αποσταλούν ξανά από την αρχική πηγή, αυξάνοντας έτσι το συνολικό φορτίο του δικτύου. Στην περίπτωση της

επαναμετάδοσης ενός πακέτου, εκτός από το ίδιο το πακέτο δεδομένων, πρέπει να αποσταλούν και μηνύματα ελέγχου πρόσβασης στο μέσο (επίπεδο MAC), καθώς και πακέτα αναζήτησης διαδρομής (επίπεδο Δικτύου), συνεπώς μια παράκαμψη ενός κόμβου θα έχει ως αποτέλεσμα όχι μόνο την επιτυχημένη λήψη ενός πακέτου, αλλά και την αύξηση της επίδοσης του δικτύου. Μία δεύτερη λύση για το πρόβλημα της συμφόρησης γύρω από έναν απασχολημένο κόμβο, είναι η επιλογή νέας διαδρομής από το σημείο της συμφόρησης μέχρι τον αρχικό προορισμό, που δεν περιέχει τον κόμβο αυτόν (global bypassing), αλλά ούτε και τους επόμενους που είχε επιλέξει το πρωτόκολλο DSR.

Για να λύσουμε αυτό το πρόβλημα, δηλαδή να αποφύγουμε επαναμετάδοση πακέτων ελέγχου και δεδομένων επιλέγοντας άλλη διαδρομή, χρησιμοποιούμε διαστρωματική πληροφορία από το επίπεδο Δικτύου, το στρώμα Ζεύξης Δεδομένων και το Φυσικό επίπεδο. Όπως αναλύουμε σε επόμενο κεφάλαιο, στο στρώμα Δικτύου χρησιμοποιούμε ένα πρωτόκολλο δρομολόγησης πηγής (Dynamic Source Routing, DSR), στο επίπεδο Ζεύξης Δεδομένων χρησιμοποιούμε το 802.11 (MAC) και στο Φυσικό επίπεδο υποθέτουμε ομοιοκατευθυντικές κεραιές και το μοντέλο του Friis. (Σύμφωνα με το μοντέλο αυτό, η ισχύς P_r που λαμβάνεται σε απόσταση d από τον εκπομπό P_t είναι ανάλογη της ποσότητας $\frac{\lambda^2}{4\pi d^2} P_t$)

Η διάρθρωση του περιεχομένου της παρούσας διπλωματικής εργασίας έχει την ακόλουθη δομή:

Στο κεφάλαιο 2 περιγράφεται η οργάνωση και η λειτουργία των Αυτοργανούμενων Ad Hoc δικτύων σε κάθε στρώμα της στοίβας πρωτοκόλλων ξεχωριστά. Αναφέρονται οι κατηγορίες των πρωτοκόλλων Δρομολόγησης ανάλογα με τον αλγόριθμο που ακολουθούν αλλά και τα πιο βασικά πρωτόκολλα της κάθε κατηγορίας όπως εμφανίζονται στη βιβλιογραφία. Στο τέλος της κάθε κατηγορίας ακολουθεί μία σύγκριση των πρωτοκόλλων της ίδιας κατηγορίας, αλλά και των κατηγοριών μεταξύ τους. Στη συνέχεια παρουσιάζεται ο μηχανισμός 802.11 για δίκτυα χωρίς κεντρική υποδομή, και ακολουθεί ανάλυση ρυθμαπόδοσης, καθώς και τα προβλήματα που συναντώνται στα δίκτυα αυτά.

Στο κεφάλαιο 3 αναλύονται τα μοντέλα της τοπικής και της ολικής παράκαμψης που εξομαλύνουν το πρόβλημα της καθυστέρησης και της απώλειας

πακέτων στην περίπτωση συμφόρησης, εφαρμοσμένα σε ένα δίκτυο πέντε κόμβων που το διαρρέει μία ροή πακέτων, και έπειτα σε μια αυθαίρετη, γενικότερη τοπολογία είκοσι και τριάντα κόμβων. Παρουσιάζεται μία σύγκριση των δύο αυτών μοντέλων με ένα τρίτο που δεν χρησιμοποιεί μηχανισμό ανάνηψης ζεύξης.

Τέλος, στα κεφάλαια 4 και 5 παρουσιάζονται τα διαγράμματα, για διαφορετικές τιμές πακέτων και μέγεθος δικτύου και αναλύονται τα συμπεράσματα που προέκυψαν από την υλοποίηση και την σύγκριση των μοντέλων αντίστοιχα. Επίσης, αναφέρονται θέματα για μελλοντική εργασία σχετιζόμενα με την παρούσα διπλωματική με σκοπό την επέκταση και συμπλήρωση για μελλοντική αξιοποίησή σε άλλες ή παρόμοιες εφαρμογές.

Κεφάλαιο 2

Οργάνωση και Λειτουργία Αυτοργανούμενων Ad Hoc Δικτύων

Πριν προχωρήσουμε στην περιγραφή και ανάλυση του προτεινόμενου μοντέλου, είναι χρήσιμη μία περιγραφή της λειτουργίας των αυτοργανούμενων ad hoc δικτύων στα καθιερωμένα στρώματα της στοίβας πρωτοκόλλων TCP/IP. Στις ενότητες που ακολουθούν παρουσιάζουμε μία πιο λεπτομερή εικόνα των ad hoc δικτύων, ξεκινώντας από τα ανώτερα στρώματα και συνεχίζοντας προς τα χαμηλότερα, περιγράφοντας πως λειτουργούν τα διάφορα πρωτόκολλα σε αυτόν τον τύπο δικτύου και πώς διαφοροποιούνται ανάλογα με το μέγεθος του δικτύου και την κινητικότητά του.

2.1 Πρωτόκολλα Στρώματος Μεταφοράς

Το Πρωτόκολλο Ελέγχου Μεταφοράς (Transport Control Protocol, TCP) είναι ένα πρωτόκολλο του στρώματος μεταφοράς πακέτων το οποίο παρέχει αξιόπιστη και κατά παραγγελία μετάδοση δεδομένων, ανεξάρτητα από τα υποκείμενα στρώματα δικτύου. Καθότι είναι σχεδιασμένο για ενσύρματα δίκτυα, η απόδοσή του στα ασύρματα δίκτυα είναι εκ κατασκευής φτωχότερη. Το βασικότερο πρόβλημα που παρουσιάζει οφείλεται στην αδυναμία αναγνώρισης της αιτίας απόρριψης ενός πακέτου, η οποία μπορεί να είναι συμφόρηση, λάθος σε bit, αποτυχία εύρεσης διαδρομής, ή εξασθένηση σήματος. Συνεπώς, το πρωτόκολλο επαναμεταδίδει το πακέτο ακολουθώντας ακριβώς τον ίδιο μηχανισμό οπισθοχώρησης (backoff, BO) για όλες τις παραπάνω περιπτώσεις. Αν ένα πακέτο χαθεί εξαιτίας της εξασθένησης ή της αποτυχίας εύρεσης σωστής διαδρομής, τότε το TCP θα έπρεπε να προσπαθήσει να το μεταδώσει μόλις το πρωτόκολλο δρομολόγησης βρεί νέα διαδρομή, αντί να αυξήσει την περίοδο λήξης της επαναμετάδοσης και να μειώσει το παράθυρο ανταγωνισμού. Αυτή η βελτίωση μπορεί να επιτευχθεί με την εισαγωγή ενός ενδιάμεσου κόμβου, ο οποίος θα «ξεγελάσει» τον αποστολέα παρέχοντάς του την πληροφορία ότι η ασύρματη ζεύξη λειτουργεί κανονικά (αποθηκεύοντας τα πακέτα δεδομένων και

απαντώντας με πακέτα επιβεβαίωσης), μέχρι το πρωτόκολλο δρομολόγησης να υπολογίσει εναλλακτική διαδρομή. Ένας άλλος τρόπος να βελτιωθεί η επίδοση του TCP, είναι με χρήση διαστρωματικής πληροφορίας η οποία προέρχεται από τα χαμηλότερα στρώματα. Για παράδειγμα, όταν λαμβάνεται από το πρωτόκολλο δρομολόγησης ένα μήνυμα αποτυχίας διαδρομής, ο αποστολέας-πηγή της ροής TCP μπαίνει σε κατάσταση αναμονής μέχρι να αποκατασταθεί η διαδρομή, και στη συνέχεια ακολουθεί την προγραμματισμένη λειτουργία. Η διαστρωματική βελτιστοποίηση αποδεικνύει ότι υπάρχει μία βέλτιστη τιμή για το μέγεθος του παραθύρου ανταγωνισμού του TCP. Υπάρχει επίσης τρόπος να αμβλυνθεί το πρόβλημα του εκτεθειμένου τερματικού σε μία πολυβηματική επικοινωνία, εισάγοντας επιπλέον διαστήματα οπισθοχώρησης.

2.2 Πρωτόκολλα Δρομολόγησης

Τα πρωτόκολλα δρομολόγησης στα αυτοργανούμενα δίκτυα καλούνται να αντιμετωπίσουν δυσκολίες όπως περιορισμοί ενέργειας και εύρους ζώνης, μεγάλος αριθμός κόμβων αλλά και κινητικότητα αυτών. Ενώ η αύξηση του πληθυσμού του δικτύου συνεπάγεται υπέρμετρο κόστος μηνυμάτων, η κλιμάκωση δρομολόγησης επιτυγχάνεται με μείωση του κόστους αυτού. Τα πρωτόκολλα δρομολόγησης χρησιμοποιούν αλγορίθμους είτε διανυσμάτων απόστασης (Distance Vector, DV), είτε κατάστασης ζεύξης (Link State, LS) [3] για να ανακτήσουν την πιο σύντομη διαδρομή προς τον προορισμό. Στην πρώτη κατηγορία, το κόστος και το μονοπάτι προς οποιοδήποτε προορισμό αποθηκεύεται σε κάθε κόμβο και ανταλλάσσεται εφόσον ζητηθεί. Στη δεύτερη, διατηρείται μία καθολική τοπολογία δικτύου σε κάθε κόμβο μέσω περιοδικών μηνυμάτων πλημμύρας (flooding), προκαλώντας έτσι τεράστιο κόστος ελέγχου δρομολόγησης όταν αυξάνεται η κινητικότητα, καθώς τότε πρέπει να ενημερωθούν όλοι οι κόμβοι για τις νέες θέσεις των υπολοίπων. Στην παρούσα διπλωματική θα επικεντρωθούμε σε λύσεις που επιτρέπουν την κινητικότητα και την κλιμάκωση της δρομολόγησης σε δίκτυα μεγάλου πληθυσμού. Τα πρωτόκολλα δρομολόγησης χωρίζονται σε τρεις γενικές κατηγορίες: επίπεδα (flat), ιεραρχικά (hierarchical) και υποβοηθούμενα από γεωγραφική πληροφορία θέσης (geographic position-assisted). Η τελευταία κατηγορία δε θα εξεταστεί στα πλαίσια της διπλωματικής αυτής.

2.2.1 Επίπεδα Πρωτόκολλα Δρομολόγησης (Flat Routing)

Στα πρωτόκολλα αυτά, όλοι οι κόμβοι έχουν τις ίδιες αρμοδιότητες στη δρομολόγηση, και χωρίζονται σε δύο περαιτέρω κατηγορίες: προνοητικά (proactive) και κατά απαίτηση (on-demand).

Στην πρώτη κατηγορία, πληροφορίες δρομολόγησης ανταλλάσσονται ανεξαρτήτως από το αν έχουν ζητηθεί, και κάθε κόμβος διατηρεί προκαταβολικά ενημερωμένους πίνακες δρομολόγησης με διαδρομές προς όλους τους προορισμούς, τους οποίους στέλνει περιοδικά στο υπόλοιπο δίκτυο. Τα πλεονεκτήματα που προκύπτουν, είναι η μικρή καθυστέρηση στην εύρεση διαδρομής, η ύπαρξη εναλλακτικής διαδρομής η οποία προσφέρει ποιότητα υπηρεσίας και η δυνατότητα παρακολούθησης του δικτύου. Αντίστοιχα όμως, τα μειονεκτήματα είναι η σημαντική ποσότητα δεδομένων που απαιτείται για την διατήρηση του πίνακα δρομολόγησης και η καθυστερημένη ανταπόκριση του δικτύου σε περίπτωση αποτυχίας διαδρομής.

Η δεύτερη κατηγορία είναι τα on-demand πρωτόκολλα, σύμφωνα με τα οποία κάθε κόμβος προσπαθεί να μειώσει το κόστος δρομολόγησης στέλνοντας πακέτα ελέγχου δρομολόγησης μόνο αν θέλει να επικοινωνήσει με κάποιο κόμβο. Η διαδρομή προς τον προορισμό, υπολογίζεται πλημμυρίζοντας το δίκτυο με μηνύματα εύρεσης διαδρομής (Route Request, RREQ), και λαμβάνοντας την απάντηση από τον προορισμό με unicast αποστολή πακέτου τύπου (Route Reply, RREP). Η κάθε διαδρομή που ανακαλύπτεται, αποθηκεύεται προσωρινά σε πίνακες δρομολόγησης, οι οποίοι είναι σημαντικά μικρότεροι από αυτούς της προηγούμενης κατηγορίας. Τα κυριότερα μειονεκτήματα είναι η μεγάλη καθυστέρηση κατά την ανακάλυψη της διαδρομής και η πλημμύρα του δικτύου με RREQ πακέτα.

2.2.1.1 Προνοητικά Πρωτόκολλα (Proactive Routing Protocols)

Παρακάτω παρουσιάζουμε δύο προνοητικά πρωτόκολλα, το Destination-Sequenced Distance Vector (DSDV) και το Wireless Routing Protocol (WRP).

Το DSDV [4] προτείνει τη διατήρηση πινάκων δρομολόγησης σε κάθε κόμβο, που θα ενημερώνονται περιοδικά με εκπομπή (broadcast) ενημερωτικών μηνυμάτων από την εκάστοτε πηγή, τα οποία θα περιέχουν τη διεύθυνση του προορισμού, την τελευταία γνωστή ακολουθία κόμβων προς τον προορισμό, τον αριθμό των κόμβων

που υπάρχουν ανάμεσα στην πηγή και τον προορισμό και ένα μοναδικό αριθμό που χαρακτηρίζει το συγκεκριμένο πακέτο. Τα πιο βασικά μειονεκτήματα είναι ότι τα μηνύματα αυτά μειώνουν την αποδοτικότητα του αλγορίθμου, αφού το εύρος ζώνης χρησιμοποιείται για την ανταλλαγή πληροφοριών και όχι δεδομένων, περιορίζοντας τον αριθμό των συνδεδεμένων κόμβων στο δίκτυο. Παλιότερες διαδρομές προς τον ίδιο προορισμό, χαρακτηρίζονται από μικρότερους κωδικούς. Οι κόμβοι καταγράφουν τη χρονική στιγμή που βρέθηκε κάθε διαδρομή, ώστε όταν χρειαστεί, να επιλέξουν την πιο πρόσφατη. Ο αλγόριθμος αυτός βρίσκει την πιο σύντομη και χωρίς βρόχους διαδρομή προς τον προορισμό.

Το WRP [5] προτείνει τη διατήρηση πληροφοριών δρομολόγησης σε κάθε κόμβο για όλους τους υπόλοιπους, σε τέσσερις διαφορετικούς πίνακες. Μηνύματα ενημέρωσης με την απόσταση από τον προορισμό και πληροφορίες δρομολόγησης των ενδιάμεσων κόμβων, αποστέλλονται μεταξύ γειτονικών κόμβων όποτε μεταβάλλεται η τοπολογία του δικτύου, και έπειτα οι γείτονες επιβεβαιώνουν τη λήψη της ενημέρωσης, ώστε να προκύπτουν διαδρομές χωρίς βρόχους. Επίσης, για να επιβεβαιώνεται η συνεκτικότητα του δικτύου, οι παλιοί αλλά και οι νέοι κόμβοι στέλνουν σύντομα μηνύματα σηματοδότησης (hello messages) για να ενημερώσουν τους γείτονές τους ότι υπάρχουν ακόμα στο δίκτυο σε ενεργή κατάσταση. Τα μειονεκτήματα του αλγορίθμου αυτού αφορούν στο χώρο μνήμης που απαιτείται για τους πίνακες δρομολόγησης καθώς και το εύρος ζώνης και την ενέργεια που καταναλώνουν τα υποχρεωτικά «hello» μηνύματα.

Σύγκριση των προνοητικών πρωτοκόλλων

Από τη σύγκριση των δύο παραπάνω πρωτοκόλλων προκύπτει ότι το WRP έχει μικρότερη χρονική πολυπλοκότητα (time complexity) από το DSDV στην περίπτωση αποτυχίας μίας διαδρομής, καθότι ενημερώνει μόνο τους γείτονες για την αποτυχία και όχι ολόκληρο το δίκτυο. Και τα δύο πρωτόκολλα έχουν τον ίδιο βαθμό πολυπλοκότητας κατά την εισαγωγή ή την αποχώρηση κόμβων από το δίκτυο.

2.2.1.2 Πρωτόκολλα Κατά απαίτηση (On-demand Routing Protocols)

Συνεχίζοντας, περιγράφουμε τα εξής πέντε πιο χαρακτηριστικά on-demand πρωτόκολλα δρομολόγησης: Ad hoc On Demand Distance Vector Routing (AODV),

Dynamic Source Routing (DSR), Temporally Ordered Routing Algorithm (TORA), Associativity-Based Routing (ABR) και Signal Stability Routing (SSR).

Το AODV [6] βασίζεται στον αλγόριθμο του πρωτοκόλλου DSDV, το οποίο κατά βάση έχει σχεδιαστεί για ενσύρματα δίκτυα, αλλά ελαχιστοποιεί τον αριθμό των απαιτούμενων μηνυμάτων εκπομπής δημιουργώντας διαδρομές μόνο εφόσον αυτές ζητηθούν. Συνεπώς, οι κόμβοι που δεν ανήκουν στην επιλεγμένη διαδρομή δεν συμμετέχουν στην ανταλλαγή πινάκων δρομολόγησης. Κατά την αναζήτηση διαδρομής για κάποιο προορισμό, η πηγή στέλνει πακέτα RREQ σε όλους τους γείτονές της (broadcast).

Κάθε ενδιαμέσος κόμβος που έχει ενημερωμένη και πρόσφατη διαδρομή για τον προορισμό, απαντάει στο RREQ που έλαβε από το γείτονά του με μήνυμα τύπου Route Reply (RREP) και έχει τη δυνατότητα να καταχωρήσει στον πίνακα δρομολόγησής του τον κόμβο από τον οποίο έλαβε το πρώτο RREQ μήνυμα διατηρώντας έτσι μία ανεστραμμένη διαδρομή για τον προορισμό. Αντίθετα, κάθε ενδιαμέσος κόμβος των μηνυμάτων RREP καταχωρεί στον πίνακά του την κανονική διαδρομή προς τον προορισμό. Ένα χρονόμετρο σε κάθε κόμβο χρησιμοποιείται για να διαγράφονται παλιές καταχωρημένες διαδρομές. Κάποια επιπλέον χαρακτηριστικά του αλγορίθμου είναι ο υπολογισμός διαδρομών χωρίς βρόχους, η υποστήριξη συμμετρικών ζεύξεων και η δυνατότητα χρήσης μηνυμάτων τύπου «hello» για επιβεβαίωση συνδεσιμότητας (connectivity) κόμβων.

Στο DSR [7] ο αλγόριθμος βασίζεται στη δρομολόγηση πηγής (source routing). Κάθε κόμβος διατηρεί τις διαδρομές που γνωρίζει, πιθανώς και πολλαπλές ανά προορισμό σε μια λανθάνουσα μνήμη δρομολόγησης. Αν κάποια καταχώρηση προς ένα προορισμό λήξει, τότε αποστέλλονται πακέτα RREQ τα οποία περιέχουν τη διεύθυνση του προορισμού και της πηγής, καθώς και ένα μοναδικό αριθμό. Κάθε ενδιαμέσος κόμβος που δεν έχει διαδρομή για τον προορισμό προσθέτει τη διεύθυνσή του στο μητρώο δεδομένων (route record) του πακέτου και στη συνέχεια το προωθεί σε κάποιον που δεν το έχει ήδη λάβει. Με αυτόν τον τρόπο, το RREQ πακέτο καταλήγει να περιέχει τη διαδρομή από την πηγή προς τον προορισμό, άρα και τον αριθμό των βημάτων που μεσολαβούν. Το μήνυμα RREP αντιγράφει αυτήν τη διαδρομή από το RREQ, ή από τη μνήμη κάποιου ενδιαμέσου κόμβου που έχει πρόσφατη διαδρομή προς το ζητούμενο προορισμό, και αποστέλλεται στην πηγή. Ο

αλγόριθμος περιλαμβάνει επίσης μηνύματα λάνθασμένης διαδρομής (Route Error, RERR) και επιβεβαίωσης (Acknowledgement, ACK) για να επιτυγχάνεται διατήρηση διαδρομής. Το κυριότερο μειονέκτημα του DSR είναι το μεγάλο κόστος που το καθιστά μη κλιμακούμενο (non-scalable) σε μεγάλα δίκτυα.

Ο αλγόριθμος TORA [8] είναι προσαρμοζόμενος (adaptive), χωρίς βρόχους και βασίζεται στην αντιστροφή των ζεύξεων. Η αναζήτηση διαδρομής αρχίζει από την πηγή και προκύπτουν πολλαπλές διαδρομές για κάθε ζεύγος πηγής-προορισμού. Οι κόμβοι διατηρούν πληροφορίες δρομολόγησης για γειτονικούς κόμβους και πρέπει να έχουν συγχρονισμένα ρολόγια, περιορίζοντας έτσι τις δυνατότητες του αλγόριθμου. Όσον αφορά στη διατήρηση της τοπολογίας, αποστέλλονται μηνύματα ελέγχου σε ένα μικρό σύνολο από κόμβους, όποτε αυτή μεταβάλλεται. Οι ζεύξεις έχουν συγκεκριμένη κατεύθυνση (direction) η οποία μπορεί να αναστραφεί όταν δεν υπάρχει μετάδοση. Εξαιτίας της συνεργασίας των κόμβων, ίσως προκύψει πρόβλημα αστάθειας, αλλά τελικά επέρχεται σύγκλιση.

Το πρωτόκολλο ABR [9] ορίζει ένα νέο μετρικό γνωστό ως «βαθμός ευστάθειας συσχέτισης» (degree of association stability) και χρησιμοποιεί τη βασισμένη σε σύνδεση (connection-oriented) προσέγγιση προώθησης πακέτων. Παρέχει διαδρομές απαλλαγμένες από βρόχους, αδιέξοδα και πολλαπλά αντίγραφα πακέτων. Μηνύματα σηματοδότησης από κάθε κόμβο, ειδοποιούν τους γείτονές τους για την ύπαρξή τους, οι οποίοι με την σειρά τους ενημερώνουν τους πίνακες συσχέτισης. Ως Association Stability (AS), ορίζουμε τη χωρική και χρονική ευστάθεια ενός κόμβου. Υψηλή ευστάθεια είναι ενδεικτική υψηλής κινητικότητας. Η εύρεση μίας διαδρομής ξεκινάει με εκπομπή μηνυμάτων RREQ και ολοκληρώνεται με λήψη των RREP. Τα πακέτα RREQ περιέχουν τις διευθύνσεις και την AS των ενδιάμεσων κόμβων, οπότε η καλύτερη διαδρομή επιλέγεται από τον προορισμό και αποστέλλεται με ένα πακέτο RREP στην πηγή. Μηνύματα ειδοποίησης χρησιμοποιούνται για να διαγραφούν καταχωρήσεις από τους πίνακες όποτε είναι απαραίτητο, και μηνύματα διαγραφής διαδρομής αποστέλλονται σε όλους τους κόμβους αν κάποια διαδρομή δεν είναι επιθυμητή ή δεν ισχύει πλέον. Ερωτήσεις τοπικού χαρακτήρα καθορίζουν αν ένας κόμβος είναι προσεγγίσιμος.

Στο πρωτόκολλο SSR [10] επιλέγονται οι διαδρομές με την ισχυρότερη συνδεσιμότητα, εξετάζοντας την ισχύ του σήματος και τη σταθερότητα της θέσης των

κόμβων. Υλοποιείται μέσα από δύο πρωτόκολλα που συνεργάζονται: το πρωτόκολλο δυναμικής δρομολόγησης (Dynamic Routing Protocol, DRP) και το πρωτόκολλο στατικής δρομολόγησης (Static Routing Protocol, SRP). Το πρώτο καταγράφει σε πίνακες τη σταθερότητα και την ισχύ του σήματος για κάθε κόμβο, ενώ το δεύτερο επεξεργάζεται τα πακέτα και τα προωθεί, ή αν χρειάζεται εκκινεί διαδικασία εύρεσης διαδρομής με πακέτα RREQ. Το SSR θεωρεί ότι το πακέτο που φτάνει πρώτο στον προορισμό, έχει διανύσει είτε την πιο σύντομη διαδρομή ή αυτήν με τη μικρότερη συμφόρηση. Αν δεν είναι διαθέσιμη η διαδρομή με το ισχυρότερο σήμα, τότε η πηγή χρησιμοποιεί κανάλια με μικρότερη ισχύ. Οι ενδιάμεσοι κόμβοι μπορούν να στείλουν ένα μήνυμα λάθους στην πηγή αν κάποια ζεύξη έχει αποτύχει, και η πηγή με τη σειρά της να ενημερώσει όλους τους κόμβους με μηνύματα διαγραφής διαδρομής, ωστόσο (οι ενδιάμεσοι κόμβοι) δεν μπορούν να απαντήσουν σε RREQ που έχουν σταλεί προς κάποιο προορισμό. Μόνο η πηγή μπορεί να επανεκκινήσει τη διαδικασία εύρεσης διαδρομής σε περίπτωση αποτυχίας μίας ζεύξης.

Σύγκριση των Reactive Πρωτοκόλλων

Στο σημείο αυτό συνοψίζουμε τα κυριότερα χαρακτηριστικά και τις διαφορές των reactive πρωτοκόλλων δρομολόγησης που παρουσιάστηκαν παραπάνω.

- Το κόστος δρομολόγησης του DSR είναι δυνητικά πιο μεγάλο από αυτό του AODV, το οποίο προκαλεί μεγαλύτερο κόστος ελέγχου. Όμοια, τα μηνύματα RREP στο DSR είναι μεγαλύτερα από αυτά του AODV καθώς τα τελευταία περιέχουν μόνο τη διεύθυνση IP και ένα μοναδικό αριθμό (sequence number).
- Το κόστος σε μνήμη στα πακέτα για την εύρεση μιας διαδρομής στο πρωτόκολλο DSR είναι αυξημένο, εξαιτίας της ανάγκης για διατήρηση όλων των κόμβων που περιέχονται σε αυτήν, σε αντίθεση με την αποθήκευση μόνο της πληροφορίας του επόμενου βήματος στο AODV.
- Το DSR είναι ανώτερο του AODV όσον αφορά στις συμμετρικές ζεύξεις, καθώς μόνο το πρώτο τις υποστηρίζει. Ένα ακόμα πλεονέκτημα του DSR είναι η απουσία περιοδικών διαφημίσεων των πληροφοριών δρομολόγησης, με συνέπεια την εξοικονόμηση ενέργειας και εύρους ζώνης. Παράλληλα, η αποκατάσταση μίας διαδρομής είναι πιο γρήγορη στο DSR παρά σε κάθε άλλο πρωτόκολλο εάν ο κόμβος έχει έγκυρη διαδρομή αποθηκευμένη στη λανθάνουσα μνήμη του.

- Παρόλο που το AODV είναι το μοναδικό πρωτόκολλο που υποστηρίζει πολυεκπομπή (multicast), το TORA έχει και αυτό τη δυνατότητα για multicast.
- Το TORA χρησιμοποιείται σε μεγάλα και πυκνά δίκτυα, και μαζί με το DSR διαθέτουν πολλαπλές διαδρομές προς τον προορισμό, ωστόσο κατά τη διάρκεια της αποκατάστασης μιας διαδρομής, το TORA καθυστερεί περισσότερο από κάθε άλλο πρωτόκολλο. Μεγάλες καθυστερήσεις παρατηρούνται και στο SSR κατά την διάρκεια της εύρεσης διαδρομής, καθώς οι ενδιάμεσοι κόμβοι δεν μπορούν να απαντήσουν στα πακέτα RREQ.
- Παρόλο που το ABR και το SSR δεν διανύουν το πιο σύντομο μονοπάτι προς τον προορισμό, χρησιμοποιούν αυτό που έχει διατηρηθεί πιο πολύ, με συνέπεια να έχουν μεγαλύτερη ρυθμαπόδοση.
- Το ABR σε αντίθεση με το DSR δε χρησιμοποιεί λανθάνουσα μνήμη, και απαντάει με μερικές διαδρομές στα μηνύματα RREQ (σε αντίθεση με το SSR).
- Παρόλο που το AODV και το DSR δεν περιλαμβάνουν αποκατάσταση ενδιάμεσων κόμβων (intermediate node rebuilding), δεν παρατηρείται περαιτέρω καθυστέρηση όταν η πηγή προσπαθεί να βρει νέα διαδρομή. Αυτό το γεγονός, οδηγεί στο ερώτημα αν η αποκατάσταση της διαδρομής από ενδιάμεσους κόμβους είναι πιο αποδοτική από την αποκατάσταση της διαδρομής από μία διαδικασία που εκκινεί η πηγή (source node route rebuilding).

2.2.1.3 Σύγκριση των *proactive* με τα *on-demand* πρωτόκολλα δρομολόγησης

Οι *proactive* αλγόριθμοι δρομολόγησης ακολουθούν την προσέγγιση της προώθησης πακέτων χωρίς σύνδεση (connectionless), ανεξάρτητα από τη συχνότητα ζήτησης διαδρομών. Βασίζονται σε ένα μηχανισμό ενημέρωσης των πινάκων δρομολόγησης που περιλαμβάνει συνεχή ανταλλαγή των απαιτούμενων πληροφοριών. Είναι πάντα διαθέσιμη μία διαδρομή προς κάθε κόμβο γνωρίζοντας την ποιότητα της ζεύξης εκ των προτέρων, με το κόστος όμως της αυξημένης κίνησης σηματοδότησης και της κατανάλωσης ενέργειας.

Στα *on-demand* πρωτόκολλα, η διαδρομή ανακαλύπτεται εφόσον έχει ζητηθεί από κάποιο κόμβο. Επίσης, σε μικρή κίνηση και χαμηλή κινητικότητα κλιμακώνονται ικανοποιητικά σε μεγάλα δίκτυα, ωστόσο αν αυξηθεί η κινητικότητα, τα πρωτόκολλα

γίνονται μη αποδοτικά επειδή αυξάνεται το κόστος δρομολόγησης και το μέγεθος των πακέτων προκαλώντας έτσι μεγαλύτερες καθυστερήσεις. Σε συνθήκες υψηλής κινητικότητας και διασκορπισμένης κίνησης, οι proactive αλγόριθμοι λειτουργούν πιο αποδοτικά με κόστος τη συνεχή κατανάλωση ενέργειας και εύρους ζώνης εξαιτίας των περιοδικών ενημερώσεων που απαιτούνται.

2.2.2 Ιεραρχικά Πρωτόκολλα Δρομολόγησης

Ένας τρόπος να μειωθεί το κόστος της αναζήτησης πλήρους διαδρομής και να παραχθούν αποδοτικές λύσεις που κλιμακώνονται σε μεγάλα δίκτυα, είναι η χρήση ιεραρχικών πρωτοκόλλων. Τα πρωτόκολλα αυτής της κατηγορίας βασίζονται στην ιδέα της οργάνωσης κόμβων σε ομάδες (clusters), έτσι ώστε στο εσωτερικό κάθε ομάδας, οι κόμβοι να έχουν διαφορετικά καθήκοντα. Άμεση συνέπεια του διαχωρισμού των αρμοδιοτήτων είναι η μείωση του μεγέθους του κάθε πακέτου και του πίνακα δρομολόγησης, μιας και σε αυτόν καταχωρείται μόνο ένα μέρος του δικτύου. Είναι δυνατόν να χρησιμοποιηθούν διαφορετικές στρατηγικές δρομολόγησης στο εσωτερικό από το εξωτερικό μίας ομάδας. Παρακάτω παρουσιάζονται τέσσερα πρωτόκολλα που ανήκουν σε αυτήν την κατηγορία.

Το Clusterhead-Gateway Switch Routing (CGSR) [11] είναι ένα από τα πρωτόκολλα DV που βασίζονται στην ομαδοποίηση του δικτύου. Όλο το δίκτυο χωρίζεται σε ομάδες, και σε κάθε μία από αυτές εκλέγεται ένας υπεύθυνος (clusterhead), ο οποίος ελέγχει ένα αριθμό από κόμβους, παραχωρεί εύρος ζώνης και ρυθμίζει την πρόσβαση στο μέσο, ενώ παράλληλα δρομολογεί πακέτα. Ένας κόμβος που ανήκει ταυτόχρονα σε δύο ή περισσότερες ομάδες αποτελεί μία πύλη (gateway) που συνδέει τις ομάδες. Κατά την δρομολόγηση ενός πακέτου, ο εκάστοτε κόμβος το προωθεί στον επικεφαλής της ομάδας του, ο οποίος στη συνέχεια το στέλνει στην πύλη που είναι πλησιέστερα στην ομάδα του προορισμού. Στον αλγόριθμο αυτό, υπάρχουν δύο είδη πινάκων δρομολόγησης, ο ένας αφορά τις υπόλοιπες ομάδες του δικτύου και καταγράφει μόνο το μονοπάτι προς κάθε επικεφαλής (clusterhead), και ο άλλος αφορά όλους τους κόμβους του δικτύου και καταγράφει τον επικεφαλής κάθε κόμβου. Ο τελευταίος πίνακας αποστέλλεται σε όλους περιοδικά με εκπομπή (broadcast). Συνεπώς το μεγαλύτερο πλεονέκτημα του CGSR είναι το μικρό μέγεθος του πίνακα δρομολόγησης και των μηνυμάτων δρομολόγησης που εκπέμπονται, το

οποίο το καθιστά αποδοτικό σε πολυπληθή δίκτυα. Ένα μειονέκτημα του αλγορίθμου που προκαλεί μείωση της επίδοσής του, είναι το επιπλέον κόστος που εισάγεται εξαιτίας της δυσκολίας διατήρησης της δομής αυτής όταν οι κόμβοι κινούνται και αλλάζουν συχνά αρμοδιότητες.

Το Hierarchical State Routing (HSR) [12] είναι ένα πολυεπίπεδο πρωτόκολλο κατάστασης ζεύξης (Link-State, LS), το οποίο χρησιμοποιεί την ομαδοποίηση αναδρομικά (recursively) για να μειώσει το κόστος δρομολόγησης. Ομότιμοι κόμβοι ανήκουν στην ίδια ομάδα. Οι εκλεγμένοι επικεφαλής των χαμηλότερων επιπέδων αποτελούν τα μέλη ανώτερης ομάδας και η διαδικασία επαναλαμβάνεται. Ο κάθε επικεφαλής συλλέγει πληροφορίες, όπως ποιότητα υπηρεσίας, για την ομάδα του και τις μεταδίδει στους γειτονικούς κόμβους επικεφαλής. Μόλις ληφθούν πληροφορίες για μια ομάδα, αυτές προωθούνται προς τις ομάδες χαμηλότερων επιπέδων. Κάθε κόμβος έχει ένα κωδικό ιεραρχίας (Hierarchical ID) τον οποίο ανανεώνει δυναμικά όποτε λαμβάνει ενημερώσεις από τα ανώτερα στρώματα, ωστόσο αυτό δημιουργεί μεγαλύτερους κωδικούς και πιο συχνές ενημερώσεις όσο αυξάνεται η κινητικότητα των κόμβων.

Το Zone Routing Protocol (ZRP) [13] είναι ένα υβριδικό πρωτόκολλο δρομολόγησης το οποίο συνδυάζει στρατηγικές των πρωτοκόλλων που λειτουργούν κατ'απαίτηση, και των προνοητικών. Κάθε κόμβος έχει μία προκαθορισμένη ζώνη γύρω από αυτόν, μέσα στην οποία χρησιμοποιούνται proactive αλγόριθμοι για τη δρομολόγηση των πακέτων, ενώ έξω από αυτή reactive. Όταν η θέση του προορισμού είναι άγνωστη, τότε η πηγή στέλνει μηνύματα RREQ σε όλο το δίκτυο μέσω των συνοριακών κόμβων κάθε ζώνης, διαδικασία που αναφέρεται ως bordercast. Αν κάποιος από τους κόμβους που έλαβε μήνυμα RREQ έχει διαδρομή προς τον προορισμό, τότε δε συνεχίζεται η εκπομπή από αυτή τη ζώνη. Το υβριδικό σχήμα, περιορίζει το proactive κόστος μόνο στα όρια της ζώνης, ενώ την αναζήτηση για τα reactive μόνο στους συνοριακούς κόμβους. Ωστόσο, πιθανή αποτυχία του αλγορίθμου είναι δυνατή στην περίπτωση που πλημμυρίσει το δίκτυο με πακέτα RREQ.

Το Landmark Ad Hoc Routing Protocol (LANMAR) [14, 15] είναι σχεδιασμένο για MANET με υποδίκτυα τα οποία αποτελούνται από μέλη που έχουν κοινά ενδιαφέροντα και είναι πιθανό να κινούνται σαν ομάδα. Για να εντοπίζονται οι

διάφορες ομάδες, ο αλγόριθμος αυτός εισάγει την έννοια του ορόσημου (landmark), το οποίο κάθε ομάδα αποκτά δυναμικά. Υπάρχει ένας γενικός DV μηχανισμός που διαδίδει την πληροφορία δρομολόγησης για τα ορόσημα σε όλο το δίκτυο, και ένας τοπικός μηχανισμός δρομολόγησης που χρησιμοποιεί proactive πρωτόκολλα όπως το FSR. Συνεπώς, ο κάθε κόμβος αποκτά λεπτομερείς τοπολογικές πληροφορίες για τους κόμβους στη γειτονιά του αλλά και το διάνυσμα απόστασης προς όλα τα ορόσημα (routing vector). Το LANMAR μειώνει αποτελεσματικά το μέγεθος του πίνακα δρομολόγησης και το κόστος ελέγχου χρησιμοποιώντας μικρότερους πίνακες που περιέχουν μόνο τους κόμβους της ίδιας ομάδας και τη συνεπτυγμένη πληροφορία δρομολόγησης για τις απομακρυσμένες ομάδες.

2.2.2.1 Σύγκριση των Ιεραρχικών Πρωτοκόλλων

Στην ενότητα αυτή παρουσιάζουμε τις κυριότερες διαφορές των ιεραρχικών πρωτοκόλλων που αναλύσαμε παραπάνω.

- Τα CGSR και HSR αναγκάζουν τις διαδρομές να περιλάβουν κάποιους συγκεκριμένους κόμβους (clusterheads, gateways) με αποτέλεσμα να μην ακολουθείται κατ' ανάγκη η βέλτιστη διαδρομή.
- Τα ZRP και LANMAR χρησιμοποιούν αλγόριθμο βέλτιστης διαδρομής μόνο αν ο προορισμός βρίσκεται εντός της ζώνης ή της ομάδας αντίστοιχα. Η συμπεριφορά του ZRP μοιάζει με αυτήν ενός on-demand πρωτοκόλλου και μπορεί να αποκτήσει απρόβλεπτα μεγάλο κόστος, ενώ το LANMAR έχει μικρό διάνυσμα απόστασης οροσήμου (landmark distance vector) το οποίο μεγαλώνει αργά.
- Όσον αφορά στην επικοινωνία και τον αποθηκευτικό χώρο, έχει αποδειχτεί ότι τα ιεραρχικά, σε αντίθεση με τα επίπεδα proactive πρωτόκολλα, διατηρούν μικρότερους πίνακες δρομολόγησης, και έχουν μικρότερο μέγεθος μηνυμάτων μειώνοντας έτσι και το κόστος δρομολόγησης. Η μείωση αυτή βελτιώνει σημαντικά την κλιμάκωση των πρωτοκόλλων αυτών σε μεγαλύτερα αυτοργανούμενα δίκτυα. Ωστόσο και σε αυτούς τους αλγορίθμους δρομολόγησης, το κόστος αυξάνεται αναλογικά με την κινητικότητα των κόμβων.

2.2.3 Πρωτόκολλα Υποβοηθούμενα από Γεωγραφική Πληροφορία Θέσης (Geographic Position Information Assisted Routing)

Η ανάπτυξη των υπηρεσιών που παρέχει το Παγκόσμιο Σύστημα Εντοπισμού Θέσης (Global Positioning System, GPS) έδωσε τη δυνατότητα γνώσης της τοποθεσίας των κόμβων σε καταναμεμημένα αυτοργανούμενα δίκτυα, καθώς και του συγχρονισμού ο οποίος είναι απαραίτητος στα πρωτόκολλα αυτής της κατηγορίας.

Το Geographic Addressing and Routing (GeoCast) [16] επιτρέπει στα μηνύματα να σταλούν σε όλους τους κόμβους μιας περιοχής χρησιμοποιώντας γεωγραφική πληροφορία (γεωγραφικό πλάτος και μήκος) αντί για λογικές διευθύνσεις. Ο κάθε κεντρικός δρομολογητής που εξυπηρετεί μία περιοχή (GeoRouter), ανταλλάσσει πληροφορίες με τους ομότιμους κόμβους του, ώστε να ενημερώνει τον πίνακα δρομολόγησής του. Αυτή η προσέγγιση δίνει στους χρήστες την ελευθερία της κίνησης δημιουργώντας παράλληλα μία ιεραρχική δομή, καθώς η επικοινωνία στο GeoCast ακολουθεί τη διαδρομή: GeoHost (κόμβος που λαμβάνει και στέλνει γεωγραφικά μηνύματα) – τοπικός GeoNode (κόμβος που προωθεί τα πακέτα του υποδικτύου) – GeoRouter – Parent Router – broadcast – προορισμός. Η πληροφορία στους GeoNodes διατηρείται για πάντα και εκπέμπεται περιοδικά (multicast) σε χρήστες, οι οποίοι πρέπει να συντονιστούν στην κατάλληλη διεύθυνση για να τη λάβουν.

Το Location-Aided Routing (LAR) [17] είναι ένα on-demand πρωτόκολλο βασισμένο σε δρομολόγηση πηγής (source routing). Ο αλγόριθμος αξιοποιεί τη γεωγραφική πληροφορία για να περιορίσει την περιοχή αναζήτησης σε μία περιοχή (request zone) και εκεί πραγματοποιεί ελεγχόμενη πλημμύρα καθώς μόνο οι κόμβοι μέσα στην περιοχή αυτή θα προωθήσουν τα RREQ πακέτα. Αυτή η ζώνη καθορίζεται από δύο φάσεις. Στην πρώτη, η πηγή εκτιμά μία κυκλική περιοχή (expected zone) μέσα στην οποία αναμένεται να είναι ο προορισμός. Το μικρότερο ορθογώνιο που περικλείει την κυκλική περιοχή είναι η ζώνη αναζήτησης (request zone). Στη δεύτερη φάση, η πηγή στέλνει RREQ πακέτα στους γείτονές της που περιέχουν την απόσταση μέχρι τον προορισμό και την τοποθεσία του. Οι γείτονες θα προωθήσουν το πακέτο αυτό μόνο αν βρίσκονται πιο κοντά στον προορισμό, ενημερώνοντας παράλληλα στο πακέτο και το περιεχόμενο του πεδίου με την απόσταση.

To Distance Routing Effect Algorithm for Mobility (DREAM) [18] είναι ένα proactive πρωτόκολλο το οποίο χρησιμοποιεί γεωγραφική πληροφορία και πραγματοποιεί πολυδιαδρομική δρομολόγηση. Ελαχιστοποιεί το κόστος δρομολόγησης χρησιμοποιώντας δύο αρχές για τη συχνότητα ενημέρωσης και τη διάρκεια ζωής των μηνυμάτων. Σύμφωνα με την πρώτη, όσο μεγαλύτερη είναι η απόσταση που χωρίζει δύο κόμβους, τόσο πιο αργή θεωρείται η σχετική τους κίνηση. Η δεύτερη αφορά στο ρυθμό κίνησης, υποστηρίζοντας ότι όσο πιο γρήγορα κινείται ένας κόμβος, τόσο πιο συχνά απαιτείται να διαφημίζει τη θέση του. Επειδή η γεωγραφική πληροφορία αποθηκεύεται στους πίνακες δρομολόγησης, τα πακέτα δεδομένων πλημμυρίζουν εν μέρει την περιοχή του προορισμού. Η πηγή επιλέγει ένα σύνολο από γειτονικούς κόμβους τους οποίους καταγράφει στην επικεφαλίδα του πακέτου δεδομένων, για να λάβουν και να προωθήσουν το πακέτο αυτό. Ο προορισμός απαντάει στην πηγή με μήνυμα επιβεβαίωσης με τον ίδιο τρόπο.

Το πρωτόκολλο Greedy Perimeter Stateless Routing (GPSR) [19] χρησιμοποιεί γεωγραφική πληροφορία των γειτονικών κόμβων μέσα στα προωθούμενα πακέτα. Η ενημέρωση των κόμβων για τη θέση των γειτόνων τους πραγματοποιείται με περιοδικά μηνύματα σηματοδότησης, περιορίζοντας έτσι τη γνώση της τοπολογίας του κάθε κόμβου, αφού κάθε ένας γνωρίζει μόνο τη γειτονιά του. Ο αλγόριθμος υποθέτει ότι η πηγή έχει τη δυνατότητα να μάθει την τοποθεσία του προορισμού και να την ενσωματώσει στην επικεφαλίδα του πακέτου δεδομένων. Υπάρχουν δύο μηχανισμοί προώθησης: ο άπληστος (greedy) και ο περιμετρικός (perimeter). Ο πρώτος επιλέγει το βέλτιστο μονοπάτι μεταδίδοντας τα πακέτα στο γείτονα που βρίσκεται πλησιέστερα γεωγραφικά στον προορισμό. Αν αποτύχει, τότε ο δεύτερος μηχανισμός διανύει βήμα-βήμα ένα γράφο σχετικής γειτονίας (Relative Neighborhood Graph) με τον κανόνα δεξιού χεριού κατά μήκος της περιμέτρου της περιοχής. Υπάρχει το ενδεχόμενο να δημιουργηθούν βρόχοι στην περίπτωση που ο προορισμός είναι απρόσιτος (unreachable). Τα πλεονεκτήματα του GPSR είναι ότι απαιτεί λίγες πληροφορίες για την κατάσταση του κάθε κόμβου, ότι έχει μικρή πολυπλοκότητα μηνυμάτων και ότι είναι αποτελεσματικό για πυκνά και μεγάλα ad hoc δίκτυα.

2.2.3.1 Σύγκριση των Υποβοηθούμενων από Γεωγραφική Πληροφορία Θέσης Πρωτοκόλλων

Με τη γνώση της τοποθεσίας του κάθε κόμβου, η δρομολόγηση είναι πιο αποτελεσματική και πιο εύκολα κλιμακούμενη λαμβάνοντας υπόψη το κόστος ανταλλαγής μηνυμάτων που περιέχουν τις συντεταγμένες στις προηγούμενες κατηγορίες πρωτοκόλλων. Ακολουθούν συνοπτικά σχόλια σύγκρισης των πρωτοκόλλων δρομολόγησης που βασίζονται σε γνώση της τοποθεσίας των κόμβων:

- Η ιεραρχική ταξινόμηση των GeoRouters μειώνει το μέγεθος των πινάκων δρομολόγησης.
- Το LAR ως on-demand πρωτόκολλο εξοικονομεί εύρος ζώνης όταν δεν υπάρχουν δεδομένα προς αποστολή, και μειώνει το κόστος του DSR περιορίζοντας τη διάδοση των μηνυμάτων RREQ.
- Στο DREAM η μερική πλημμύρα με πακέτα δεδομένων προς τον προορισμό έχει ως αποτέλεσμα τη πολυδιαδρομική προώθηση αντίγραφων του αρχικού πακέτου, αυξάνοντας έτσι την πιθανότητα λήψης και προστατεύοντας το πρωτόκολλο από την κινητικότητα. Ωστόσο, τα LAR και DREAM προκαλούν πλημμύρα στο δίκτυο για να αποκτήσουν πληροφορία τοποθεσίας, αυξάνοντας έτσι το κόστος όταν το δίκτυο μεγαλώνει.
- Το GPSR, με περιορισμένο κόστος και μικρό πίνακα με την τοποθεσία των γειτόνων, είναι ανεπηρέαστο από τον αριθμό των συνδεδεμένων κόμβων, πετυχαίνοντας έτσι κλιμάκωση στα μεγάλα δίκτυα. Ο περιορισμός του κόστους δικαιολογείται καθώς μόνο οι προορισμοί καταγράφουν την τοποθεσία τους στη βάση δεδομένων και μόνο οι πηγές απευθύνονται σε αυτήν κατά την έναρξη της επικοινωνίας.

2.3 Πρωτόκολλα Ελέγχου Πρόσβασης Στο Μέσο

Ένα πρωτόκολλο Ελέγχου Πρόσβασης στο Μέσο (MAC) θα πρέπει να αντιμετωπίζει περιορισμούς του καναλιού και θόρυβο, να επιτυγχάνει τα επιθυμητά επίπεδα ποιότητας υπηρεσιών καταναλώνοντας λίγη ενέργεια, να είναι δίκαιο και τέλος να κλιμακώνεται ανάλογα με το μέγεθος του δικτύου. Τα πρωτόκολλα αυτού του στρώματος χωρίζονται σε δύο κατηγορίες: με ή χωρίς ανταγωνισμό. Η πρώτη

περίπτωση, χρησιμοποιείται για την αποστολή σποραδικών δεδομένων (π.χ. slotted ALOHA [20]). Στη δεύτερη περίπτωση οι σταθμοί μεταδίδουν στο μέσο όταν έχουν πακέτο προς αποστολή, χωρίς ανταγωνισμό, έχοντας έτσι ελάχιστη καθυστέρηση και εξοικονομώντας εύρος ζώνης (π.χ. ALOHA). Στο ALOHA δημιουργούνται συγκρούσεις όταν ένας κόμβος μεταδίδει ένα πλαίσιο, ενώ στο slotted ALOHA ο κόμβος αρχίζει τη μετάδοση μετά από συγκεκριμένες χρονοσχιμές (slots) διπλασιάζοντας έτσι την απόδοση αλλά καθιστώντας αναγκαίο το συγχρονισμό των σταθμών.

Στο πρωτόκολλο Πολλαπλής Πρόσβασης στο Μέσο με Ανίχνευση Φέροντος (Carrier Sense Multiple Access, CSMA) ο σταθμός στέλνει το πλαίσιο του μόνο εφόσον το μέσο έχει μείνει αδρανές για ένα συγκεκριμένο χρονικό διάστημα. Σε διαφορετική περίπτωση αν ανιχνευτεί φέρον, και το πρωτόκολλο είναι μη-επίμονο (non-persistent) CSMA, τότε ο σταθμός προσπαθεί ξανά μετά από τυχαίο χρονικό διάστημα, ενώ αν είναι p -επίμονο τότε μεταδίδει με πιθανότητα p μόλις το μέσο γίνει αδρανές. Είναι σημαντικό να σημειώσουμε ότι στον ελεύθερο χώρο, η ανίχνευση της σύγκρουσης δεν είναι δυνατόν να γίνει αντιληπτή με αποτέλεσμα να μην υπάρχει τρόπος επιβεβαίωσης επιτυχούς λήψης. Ένα πρόβλημα του CSMA που παρατηρείται στα ασύρματα ad hoc δίκτυα είναι αυτό του κρυμμένου τερματικού, όταν ένας κόμβος δεν μπορεί να ακούσει τη μετάδοση κάποιου τρίτου σταθμού προς τον ίδιο προορισμό. Το πρωτόκολλο Πολλαπλής Προσπέλασης στο Μέσο με Αποφυγή Σύγκρουσης (Multiple Access with Collision Avoidance MACA) [21] ξεπερνάει το πρόβλημα αυτό καταλαμβάνοντας το μέσο με ένα μηχανισμό τετραμερούς χειραψίας, γνωστής ως αίτηση αποστολής/αποδοχή αίτησης (Request To Send/Clear To Send, RTS/CTS), ωστόσο το πρόβλημα των συγκρούσεων παραμένει.

Ένα ακόμα πρόβλημα του στρώματος αυτού είναι το εκτεθειμένο τερματικό, όπου ένας σταθμός ο οποίος δεν είναι δυνατόν να δημιουργήσει παρεμβολές, δε μεταδίδει επειδή έχει ανιχνεύσει άλλη μετάδοση στην περιοχή του. Το πρωτόκολλο Floor Acquisition Multiple Access (FAMA) [22] χρησιμοποιεί την ανίχνευση του μέσου, την τετραμερή χειραψία καθώς και διαστήματα ανάμεσα στη λήψη και την επόμενη μετάδοση. Η τιμή των διαστημάτων αυτών καθορίζεται από τη μέγιστη καθυστέρηση διάδοσης και επεξεργασίας του πακέτου κατά μήκος του δικτύου. Το CSMA/CA συνδυάζει όλους τους μηχανισμούς του FAMA, προσθέτει τυχαία χρονικά διαστήματα πριν από τις μεταδόσεις και εισάγει την έννοια του Network

Allocation Vector (NAV). Το NAV είναι ένα χρονόμετρο που καταγράφει την διάρκεια κατά την οποία ένας σταθμός θα καταλάβει το μέσο, έτσι ώστε οι υπόλοιποι να μεταδώσουν αφού λήξει αυτό το χρονόμετρο.

Η πιθανότητα σύγκρουσης σε ένα πολυπληθές δίκτυο αυξάνεται όταν υπάρχει ένα μοναδικό κανάλι για δεδομένα και σηματοδοσία. Αυτή η πιθανότητα μειώνεται όταν χρησιμοποιούνται πολλά κανάλια, ανεξαρτήτως αν υπάρχει κάποιο ξεχωριστό για σηματοδοσία ή όχι, καθότι υπάρχει περισσότερο εύρος ζώνης για το δίκτυο. Ωστόσο, το μεγαλύτερο πρόβλημα αυτού του επιπέδου είναι η ανάγκη για κατανεμημένους μηχανισμούς οι οποίοι να διαχειρίζονται κατάλληλα τα κανάλια.

Πρωτόκολλα power aware, όπως PAMAC [23], DPSM [24], PC MAC [25] και PCMA [26] χρησιμοποιούν τρεις μηχανισμούς για να μειώσουν την ενέργεια που καταναλώνουν: εναλλάσσουν την κατάστασή τους από ενεργή σε αναμονής και αντίστροφα, ρυθμίζουν την ενέργεια και αποφεύγουν όσες επαναμεταδόσεις μπορούν [27, 20].

Οι απαιτήσεις των αυτοργανούμενων ad hoc δικτύων για ποιότητα υπηρεσιών (Quality of Service, QoS) περιλαμβάνουν μειωμένη καθυστέρηση και ελάχιστο εύρος ζώνης. Παρόλο που στα ασύρματα δίκτυα είναι δύσκολο να εγγυηθεί κανείς QoS, κάποιες προσεγγίσεις το επιτυγχάνουν είτε αποφεύγοντας συγκρούσεις και περιττές αναμεταδόσεις, είτε προσαρμόζοντας κατάλληλα τα χρονικά διαστήματα ανάμεσα στα πλαίσια και τις περιόδους υποχώρησης σύμφωνα με τις προτεραιότητες των πλαισίων.

Το MACA είναι ένα πρωτόκολλο που χρησιμοποιείται στα κανάλια για μετάδοση πακέτων και έχει εμπνευστεί από το CSMA με αποφυγή συγκρούσεων (Collision Avoidance, CA). Το τελευταίο υποφέρει γενικά από δύο προβλήματα τα οποία αποφεύγει το MACA. Το πρώτο είναι το κρυμμένο τερματικό και το δεύτερο είναι το εκτεθειμένο τερματικό.

Το CSMA/CA χρησιμοποιεί τετραμερή χειραψία για να δεσμεύσει το κανάλι. Με το μήνυμα αίτησης αποστολής (Request-To-Send, RTS) η πηγή δίνει τη δυνατότητα στον παραλήπτη να προετοιμαστεί για τη λήψη των δεδομένων. Αν μετά από ένα χρονικό διάστημα δεν έχει ληφθεί από την πηγή μήνυμα αποδοχής της αίτησης αυτής (Clear-To-Send, CTS), τότε το πακέτο RTS επαναμεταδίδεται. Καθώς

το CSMA/CA απαιτεί από τους κόμβους να μην καταλαμβάνουν το δίκτυο όταν κάποια άλλη μετάδοση βρίσκεται σε εξέλιξη, όλες οι μεταδόσεις αναβάλλονται όταν ανιχνευτούν RTS/CTS πακέτα που απευθύνονται σε άλλους κόμβους.

Οι σχεδιαστές του MACA συνειδητοποίησαν ότι η παρουσία ή η απουσία του φέροντος δεν παρέχει στο πρωτόκολλο αξιόπιστη πληροφορία για την κατάσταση του καναλιού και για αυτό το λόγο δεν χρησιμοποιούν το μηχανισμό της ανίχνευσης φέροντος. Η διαφορά ανάμεσα στο MACA και στο CSMA/CA είναι η επίδραση των RTS και CTS μηνυμάτων στους υπόλοιπους σταθμούς του δικτύου. Το MACA περικλείει στην επικεφαλίδα των RTS και CTS πακέτων την ποσότητα των δεδομένων που θα αποσταλλούν, έτσι ώστε όσοι τα λαμβάνουν να γνωρίζουν πόση ώρα το μέσο θα είναι κατειλημμένο. Συνεπώς το πρόβλημα του κρυμμένου τερματικού λύνεται καθώς ένας σταθμός X στην περιοχή του Y αλλά όχι του Z, δεν λαμβάνει το μήνυμα RTS από τον Z προς τον Y, αλλά λαμβάνει το CTS του Y προς τον Z. Έτσι το MACA εμποδίζει μία μετάδοση όταν το CSMA θα την επέτρεπε. Αντίστροφα, κατά τη μετάδοση από τον Y στον Z, παρόλο που ο X ακούει τη μετάδοση των δεδομένων, μπορεί και αυτός να μεταδώσει χωρίς τον κίνδυνο παρεμβολής. Στην περίπτωση αυτή, το MACA επιτρέπει μία μετάδοση στο σημείο που το CSMA θα την απαγόρευε, απαλλάσσοντας το δίκτυο από το πρόβλημα του εκτεθειμένου τερματικού.

Συγκρούσεις μεταξύ πακέτων RTS συμβαίνουν και στο MACA, αλλά ελαχιστοποιούνται είτε με μία στρατηγική τυχαίας εκθετικής οπισθοχώρησης (Exponential Backoff), είτε όπως θα δούμε παρακάτω, μειώνοντας την ενέργεια που εκπέμπουν. Εφόσον δεν υπάρχει ανίχνευση φέροντος, κάθε σταθμός προσθέτει ένα τυχαίο χρονικό διάστημα, πολλαπλάσιο της χρονοσχισμής, στον ελάχιστο χρόνο που περιμένει. Η διάρκεια της χρονοσχισμής είναι ίση με τη διάρκεια μετάδοσης ενός RTS πακέτου. Όσο τα RTS πακέτα είναι σημαντικά μικρότερα από τα πακέτα δεδομένων, το MACA υπερτερεί έναντι του CSMA. Διαφορετικά, το κόστος του RTS/CTS διαλόγου μπορεί να είναι υπερβολικό, οδηγώντας σε κατευθείαν αποστολή των δεδομένων με παράκαμψη της τετραμερούς χειραψίας.

Το MACA μπορεί εύκολα να επεκταθεί για να παρέχει αυτόματο έλεγχο της ισχύος του αποστολέα. Συμπεριλαμβάνοντας ειδική βαθμονόμηση στα πακέτα CTS, οι παραλήπτες βοηθούν τους αποστολείς να προσαρμόσουν την ισχύ εκπομπής τους

ακριβώς στην απαιτούμενη τιμή για τη μετάδοση των δεδομένων. Το κυριότερο πλεονέκτημα του ελέγχου ισχύος είναι η γεωγραφική επαναχρησιμοποίηση του καναλιού, καθώς αντί να απαγορεύονται οι ταυτόχρονες μεταδόσεις, ο αλγόριθμος απλά επιβάλλει τη μείωση της ισχύος στο απαιτούμενο επίπεδο. Στο MACA τα όρια της ισχύος καθορίζονται στα μηνύματα ελέγχου, ενώ στο CSMA ο σταθμός που αποτυγχάνει να μεταδώσει, αυξάνει σταδιακά την ισχύ του, ξοδεύοντας έτσι περισσότερη ισχύ μέχρι να έχει επιτυχημένη μετάδοση.

Ο αλγόριθμος του MACA δουλεύει αποδοτικά σε δίκτυα μεταγωγής πακέτου μίας συχνότητας, ειδικά σε έκτακτες περιπτώσεις και σε απομακρυσμένες περιοχές, χωρίς ειδικές εγκαταστάσεις για το δίκτυο. Το κριτήριο που χρησιμοποιείται σε αυτές τις περιπτώσεις δεν είναι η πιο σύντομη διαδρομή, αλλά αθροιστικά η μικρότερη ενέργεια που απαιτείται από όλους τους κόμβους κατά μήκος μιας διαδρομής προς τον προορισμό, καθώς η εξοικονόμηση ενέργειας είναι σημαντική όταν οι κόμβοι λειτουργούν με μπαταρίες. Παρόλο που αυξάνονται τα βήματα προς κάθε προορισμό, η συνολική ρυθμαπόδοση (throughput) του δικτύου βελτιώνεται επειδή επιτρέπονται περισσότερες ταυτόχρονες μεταδόσεις σε διαφορετικά σημεία του δικτύου.

Μολονότι το MACA σχεδιάστηκε για να βελτιώσει το πρωτόκολλο CSMA, παρουσιάζει και αυτό προβλήματα που είναι δυνατό να ξεπεραστούν με κάποιες τροποποιήσεις. Οδηγούμαστε έτσι στην δημιουργία του αλγορίθμου πρόσβασης μέσου για ασύρματα τοπικά δίκτυα (Medium Access Protocol for Wireless LANs, MACAW).

Το MACAW, βασισμένο στο MACA, είναι ένα πρωτόκολλο για τα ασύρματα τοπικά δίκτυα, που χρησιμοποιεί πολλαπλή πρόσβαση στο μέσο εξαιτίας της ευρωστίας και της κινητικότητας ανάμεσα στις κυψέλες. Στη συνέχεια αναφέρονται τρία σημεία στα οποία διαφοροποιείται το MACAW από το MACA, τα οποία αφορούν στον αλγόριθμο υποχώρησης, την ανταλλαγή των μηνυμάτων ελέγχου RTS/CTS και τις ροές πακέτων. Το MACAW εισάγει την έννοια της ακολουθίας πακέτων (stream) από την πηγή στον προορισμό. Το καινούριο αυτό πρωτόκολλο επιτυγχάνει υψηλή συνολική ρυθμαπόδοση αλλά και δίκαιο καταμερισμό της σε κάθε ροή πακέτων. Στο εσωτερικό της δομής ενός κελιού, οι ροές πακέτων είναι αυτές που απαιτούν ίση μεταχείριση και όχι οι σταθμοί. Αυτή η δικαιοσύνη επιτυγχάνεται

διατηρώντας ξεχωριστές ουρές σε κάθε σταθμό για τις διαφορετικές ουρές, και έπειτα χρησιμοποιώντας τον αλγόριθμο εκθετικής οπισθοχώρησης (BEB) για κάθε ουρά.

Σύμφωνα με τον BEB αλγόριθμο στο MACA πρωτόκολλο, ο μετρητής οπισθοχώρησης (backoff counter, BO) διπλασιάζεται μετά από σύγκρουση, ενώ μειώνεται στην ελάχιστη τιμή μετά από επιτυχημένη λήψη των μηνυμάτων ελέγχου RTS/CTS. Ένα σχετικό πρόβλημα που παρουσιάζεται σε μία κυψέλη, είναι ότι αν ανάμεσα σε κόμβους με ψηλό μετρητή BO, υπάρχει ένας με μικρό BO μετρητή, τότε αυτός θα έχει πάντα προτεραιότητα αφού μόνο η δική του τιμή θα μειώνεται. Επιπλέον διαφορετικοί σταθμοί έχουν διαφορετική εικόνα για την συμφόρηση στο δίκτυο, καθώς κάθε σταθμός την υπολογίζει βασιζόμενος στη δική του εμπειρία, και δεν τη διαδίδει στους υπόλοιπους.

Το MACAW βελτιώνει τον αλγόριθμο BEB συμπεριλαμβάνοντας την τιμή του μετρητή BO στην επικεφαλίδα του πακέτου. Έτσι κάθε σταθμός που το λαμβάνει, αντιγράφει την τιμή στο δικό του μετρητή και όλοι οι σταθμοί συγχρονίζονται μετά από επιτυχημένη μετάδοση, οδηγώντας έτσι σε δικαιότερη κατανομή κόμβων. Επίσης, η αποδοτικότητα του αλγορίθμου αυξάνεται εξαλείφοντας τις διακυμάνσεις του μετρητή BO με τον ακόλουθο μηχανισμό: μετά από κάθε επιτυχημένη μετάδοση, ο μετρητής μειώνεται κατά ένα, αντί να παίρνει την ελάχιστη τιμή του, ενώ μετά από αποτυχημένη μετάδοση πολλαπλασιάζεται με 1,5. Αυτός ο μηχανισμός αντικατοπτρίζει το επίπεδο ανταγωνισμού με ένα μόνο αριθμό, ο οποίος είναι αντιπροσωπευτικός στην περίπτωση που η συμφόρηση είναι ομοιόμορφη.

Ωστόσο, σε πολυ-κυψελωτά ασύρματα τοπικά δίκτυα, όπου η συμφόρηση δεν είναι ομοιόμορφη, ο αλγόριθμος αυτός έχει φτωχή επίδοση και η αντιγραφή της τιμής του μετρητή BO από μία περιοχή στη διπλανή δημιουργεί προβλήματα, αφού οι δύο περιοχές μπορεί να έχουν διαφορετικά επίπεδα συμφόρησης.

Ένα άλλο πρόβλημα παρουσιάζεται όταν η τιμή του μετρητή BO δεν αντικατοπτρίζει το πραγματικό επίπεδο της συμφόρησης, καθώς μία υψηλή τιμή του μπορεί να οφείλεται σε θόρυβο ή σε απενεργοποιημένο σταθμό και όχι σε ανταγωνισμό για την πρόσβαση στο μέσο. Το MACAW προτείνει διαφοροποίηση των υποχωρήσεων ανά παραλήπτη, κρατώντας ξεχωριστό μετρητή για κάθε ροή (stream), για να λυθούν τα προαναφερθέντα προβλήματα. Η τιμή BO που χρησιμοποιείται στη μετάδοση, απεικονίζει τη συμφόρηση σε προορισμό και πηγή

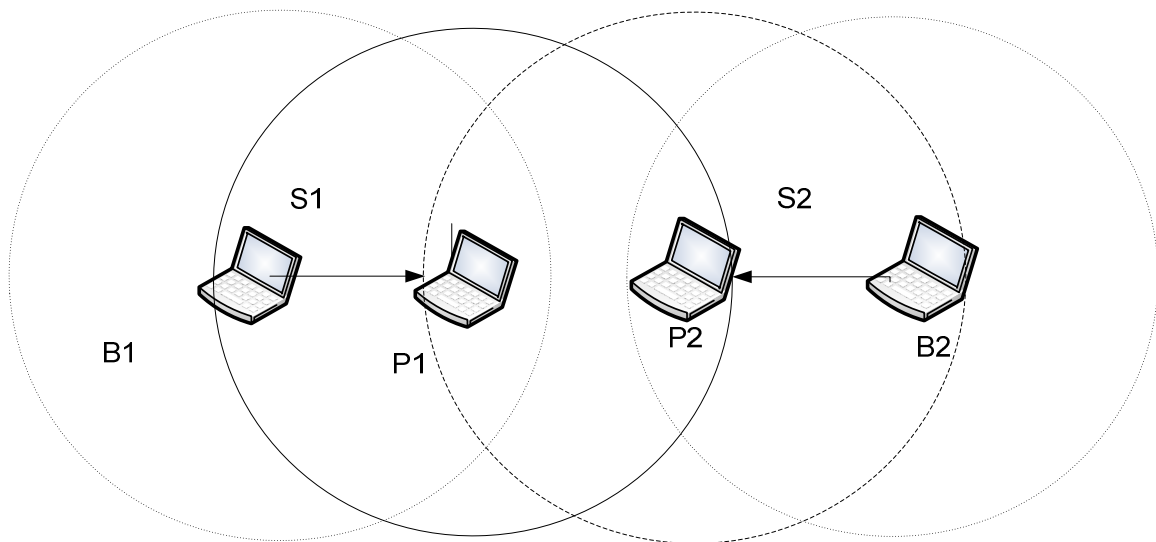
και υπολογίζεται ως εξής: εκτιμάται η συμφόρηση διαδοχικά σε πομπό και δέκτη, και μετά αθροίζονται οι δύο BO τιμές για να προκύψει η τιμή της μετάδοσης. Εξακολουθεί να υπάρχει δικαιοσύνη παρόλο που αντιγράφεται η τιμή του προορισμού και της πηγής, επειδή τώρα αναγράφονται και οι δύο τιμές στην επικεφαλίδα του πακέτου.

Το τρίτο σημείο της διαφοροποίησης του MACAW αφορά στο μηχανισμό χειραψίας RTS-CTS-DATA του MACA. Το MACAW προτείνει τις παρακάτω τέσσερις αλλαγές:

- Στο MACA, όταν τα πακέτα δεδομένων υποστούν σύγκρουση, το λάθος αυτό ανακαλύπτεται από το στρώμα μεταφοράς, προσθέτοντας σημαντική καθυστέρηση. Αντίθετα, η διόρθωση του λάθους στο στρώμα ζεύξης δεδομένων είναι πιο γρήγορη επειδή οι περίοδοι λήξης αναμονής συγχρονίζονται με τις χρονοσχισμές του μέσου. Συνεπώς το MACAW προσθέτει πακέτα επιβεβαίωσης (ACK) λήψης δεδομένων, τα οποία αποστέλλονται από τον παραλήπτη στην πηγή αμέσως μετά την επιτυχή λήψη των δεδομένων. Αν δεν ληφθεί πακέτο ACK από την πηγή, τότε προγραμματίζεται επαναμέταδοση των δεδομένων. Σε περίπτωση που τα δεδομένα είχαν ληφθεί επιτυχώς αλλά το πακέτο επιβεβαίωσης υπέστη σύγκρουση, τότε η πηγή θα ξαναστείλει RTS και ο παραλήπτης θα απαντήσει με το σχετικό πακέτο ACK αντί του CTS. Στο MACA, διακοπτικός θόρυβος (intermittent noise) προκαλεί δραματική μείωση της ρυθμαπόδοσης εξαιτίας της αργής ανάνηψης στο TCP επίπεδο. Η μείωση αυτή είναι λιγότερο σημαντική όταν χρησιμοποιούνται πακέτα ACK, παρόλο που αυτά αυξάνουν το κόστος.
- Στο πρόβλημα του εκτεθειμένου τερματικού, το πρωτόκολλο MACA επιτρέπει στο σταθμό που βρίσκεται στην περιοχή της πηγής να μεταδώσει. Ωστόσο, το θέμα που εγείρεται είναι ότι αν ο σταθμός χάσει την πρώτη περίοδο ανταγωνισμού, τότε δεν μπορεί να αναγνωρίσει την επόμενη. Το MACAW εισάγει το πακέτο data-sending (DS), μήκους 30 byte το οποίο αποστέλλεται αμέσως μετά τα μηνύματα RTS/CTS. Όσοι σταθμοί ακούσουν το DS, θα γνωρίζουν ότι προηγήθηκε επιτυχής λήψη RTS/CTS και ότι θα επακολουθήσουν πακέτα δεδομένων. Επιπλέον, το πακέτο DS περιέχει σημαντικές πληροφορίες συγχρονισμού και το μήκος

των πακέτων δεδομένων έτσι ώστε όποιος το λάβει να γνωρίζει πότε θα είναι η επόμενη περίοδος ανταγωνισμού.

- Η εικόνα που ακολουθεί απεικονίζει ένα ακόμα πρόβλημα που λύνει το MACAW. Τις περισσότερες φορές, όταν ο B1 ξεκινάει τη χειραψία με RTS για να ακολουθήσει μετάδοση πακέτων, ο παραλήπτης P1 δεν μπορεί να απαντήσει με CTS επειδή θα παρεμβάλλει στη λήψη δεδομένων από το γείτονα του P2. Η μοναδική περίπτωση που μπορεί ο B1 να ξεκινήσει επιτυχή χειραψία, είναι να στείλει το RTS πλαίσιο στα πολύ μικρά χρονικά διαστήματα που μεσολαβούν ανάμεσα στη λήψη δεδομένων και στην αποστολή του επόμενου CTS από τον P2. Το κύριο πρόβλημα εδώ είναι η έλλειψη συγχρονισμού, καθώς ο B1 δεν έχει πληροφόρηση για τις περιόδους ανταγωνισμού, και το πακέτο DS δεν μπορεί να το λύσει αφού ο B1 δεν ακούει την ανταλλαγή μηνυμάτων του B2, και αντίστροφα.



Εικόνα 1: Χρήση πακέτων RTS για αποφυγή αύξησης BO μετρητή και γνώση περιόδων ανταγωνισμού

Ένα δευτερεύον πρόβλημα είναι ότι ο μετρητής BO του B1 αυξάνεται διαρκώς, επειδή δεν λαμβάνει απάντηση CTS από τον P1. Το MACAW δίνει λύσεις στα δύο αυτά προβλήματα παρέχοντας την ευκαιρία στον P1 να ανταγωνιστεί για το μέσο εκ μέρους του B1. Όποτε ένας σταθμός λαμβάνει μηνύματα RTS στα οποία δεν μπορεί να απαντήσει, τότε στην επόμενη περίοδο ανταγωνισμού, στέλνει ένα νέο πακέτο Request-for-Request-To-Send

(RRTS) στον αποστολέα του RTS. Έπειτα αρχίζει ο κανονικός μηχανισμός της τετραμερούς χειραψίας. Όσοι σταθμοί λάβουν το RRTS, αναβάλλουν τις μεταδόσεις τους για δύο χρονοσχισμές, αρκετές για να ακούσουν αν υπήρξε επιτυχής αποστολή RTS/CTS πλαισίων. Οι τροποποιήσεις του MACAW εγγυώνται δικαιότερη πρόσβαση στο μέσο και για τις δύο ροές. Τα πακέτα RRTS δεν λύνουν όλα τα προβλήματα ανταγωνισμού. Στην παραπάνω εικόνα, εάν η ροή S2 αντιστραφεί, με κατεύθυνση από τον P2 προς τον B2, ο P1 δεν θα μπορεί να ακούσει το RTS μήνυμα από τον B1 εξαιτίας της μετάδοσης του P2, με αποτέλεσμα να μην γνωρίζει ο B1 τις περιόδους ανταγωνισμού.

- Σε μεταδόσεις πολυεκπομπής (multicast), δεν είναι εφικτός ο μηχανισμός RTS/CTS, καθώς τα πακέτα CTS από τους πολλαπλούς παραλήπτες είναι πολύ πιθανό να συγκρουστούν. Για αυτό το λόγο, στο MACAW, κάθε RTS ακολουθείται αμέσως από τα πακέτα δεδομένων. Όσοι σταθμοί ακούσουν το πακέτο RTS, θα αναβάλλουν τις μεταδόσεις τους για το διάστημα που απαιτεί η αποστολή των δεδομένων. Ωστόσο, μόνο οι γειτονικοί σταθμοί του αποστολέα θα παραμείνουν σιωπηλοί, αφού οι σταθμοί στην γειτονιά του παραλήπτη δεν έχουν καμία πληροφόρηση ότι επίκειται αποστολή δεδομένων.

Από την αξιολόγηση του πρωτοκόλλου MACAW, έχει διαπιστωθεί ότι παρόλο που η ρυθμαπόδοση μειώνεται ελάχιστα, το κόστος που προστίθεται εξαιτίας των πακέτων DS και ACK, συχνά αντισταθμίζεται από την καλύτερη επίδοση παρουσία θορύβου και συμφόρησης. Οι στόχοι που επιτυγχάνει ο αλγόριθμος του MACAW είναι η βελτίωση της ρυθμαπόδοσης, η δικαιότερη κατανομή της ρυθμαπόδοσης ανάμεσα στις ροές της περιοχής με κοινή εμβέλεια των κόμβων και καλύτερη διαχείριση μη ομογενούς συμφόρησης.

Η IEEE έχει προτυποποιήσει το πρωτόκολλο 802.11 για ασύρματα τοπικά δίκτυα, το οποίο προδιαγράφει δύο αλγορίθμους πρόσβασης στο μέσο: την κατανεμημένη συνάρτηση συντονισμού (Distributed Coordination Function, DCF), και την κεντροποιημένη συνάρτηση συντονισμού (Point Coordination Function, PCF). Το 802.11, είναι ένας τυχαίος μηχανισμός, που βασίζεται στην προσπέλαση του μέσου με ανίχνευση φέροντος και αποφυγή σύγκρουσης (CSMA/CA). Η επαναμετάδοση των πακέτων που έχουν υποστεί σύγκρουση, γίνεται σύμφωνα με τη δυαδική εκθετική οπισθοχώρηση (BEB). Η κατανεμημένη συνάρτηση συνεργασίας

(DCF) περιγράφει δύο τεχνικές για τη μετάδοση πακέτων: το βασικό μηχανισμό πρόσβασης στο μέσο, και το μηχανισμό RTS/CTS. Παρακάτω παρουσιάζεται ένας αναλυτικός μηχανισμός για να υπολογιστεί η ρυθμαπόδοση σε κατάσταση κορεσμού του 802.11 DCF και με τους δύο μηχανισμούς.

Η αξιολόγηση του DCF πραγματοποιείται υπό συνθήκες ιδανικού καναλιού, σταθερού αριθμού τερματικών, με σταθερή και ανεξάρτητη πιθανότητα σύγκρουσης για τα πακέτα που μεταδίδονται από κάθε σταθμό. Κάθε σταθμός διαθέτει πάντα ένα πακέτο για αποστολή. Με την παραδοχή ότι οι σταθμοί μπορούν να ανιχνεύσουν ιδανικά το μέσο, μία σύγκρουση είναι πιθανή μόνο όταν δύο ή περισσότερα πακέτα μεταδοθούν ταυτόχρονα. Αυτός ο μηχανισμός εξηγεί τις λεπτομέρειες του BEB αλγορίθμου, ο οποίος για λόγους αποδοτικότητας χρησιμοποιεί διακριτή χρονική κλίμακα.

Ο βασικός μηχανισμός πρόσβασης στο μέσο, αποτελείται από μία διμερή χειραγία, καθώς μια επιβεβαίωση (ACK) αποστέλλεται στην πηγή μετά από επιτυχή λήψη των δεδομένων (DATA). Στον RTS/CTS μηχανισμό, έχουμε μια τετραμερή χειραγία καθώς πριν από τη διαδικασία του βασικού μηχανισμού, ο αποστολέας καταλαμβάνει το μέσο αποστέλλοντας ένα πλαίσιο RTS και ο προορισμός απαντάει με ένα CTS πλαίσιο αν είναι έτοιμος να δεχτεί τα δεδομένα.

2.3.1 Κατανεμημένη Συνάρτηση Συντονισμού (Distributed Coordination Function, DCF)

2.3.1.1 Βασικός μηχανισμός πρόσβασης

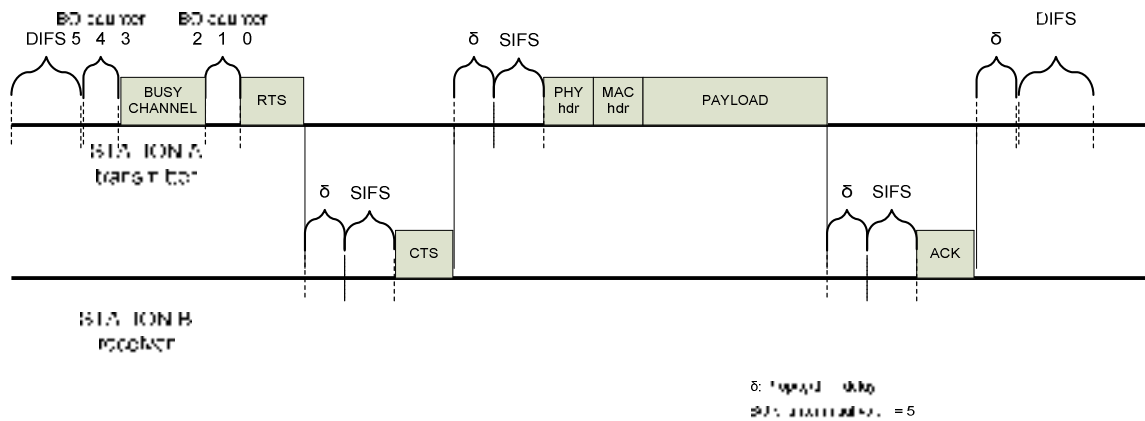
Όταν ένας σταθμός έχει πακέτα έτοιμα προς μετάδοση, παρακολουθεί τη δραστηριότητα του καναλιού. Εάν αυτό είναι αδρανές για ένα διάστημα ίσο με το Κατανεμημένο Διάστημα ανάμεσα στα Πλαίσια (Distributed Inter Frame Space, DIFS), τότε ο σταθμός έχει το δικαίωμα να μεταδώσει. Αλλιώς, αν στο κανάλι ανιχνευτεί φέρον, τότε ο σταθμός συνεχίζει να το παρακολουθεί μέχρι να το αισθανθεί αδρανές για DIFS. Στη συνέχεια, ο σταθμός δημιουργεί ένα τυχαίο χρόνο οπισθοχώρησης (BO) πριν μεταδώσει, τον οποίο χρησιμοποιεί και μεταξύ δύο διαδοχικών μεταδόσεων πακέτων. Ο χρόνος αμέσως μετά το DIFS θεωρείται διακριτός, χωρισμένος σε χρονοσχισμές (slotted), και ο σταθμός επιτρέπεται να στείλει μόνο στην αρχή κάθε χρονοσχισμής. Το μέγεθός της, σ , είναι ίσο με το χρόνο

που απαιτείται από οποιοδήποτε σταθμό να ανιχνεύσει τη μετάδοση ενός πακέτου σε οποιοδήποτε μέρος του δικτύου, και εξαρτάται από το φυσικό επίπεδο. Ο DCF αλγόριθμος υιοθετεί εκθετικό μηχανισμό υποχώρησης. Σε κάθε αποστολή πακέτου, η τιμή του μετρητή BO επιλέγεται με ίση πιθανότητα στο διάστημα $(0, w-1)$, όπου το w ονομάζεται παράθυρο ανταγωνισμού και εξαρτάται από τον αριθμό των αποτυχημένων προσπαθειών που υπέστη το συγκεκριμένο πακέτο. Στην πρώτη προσπάθεια, το w τίθεται ίσο με μία τιμή CW_{min} , η οποία ονομάζεται ελάχιστο παράθυρο συμφόρησης, ενώ μετά από μία αποτυχημένη προσπάθεια μετάδοσης το w διπλασιάζεται, μέχρι να φτάσει μία μέγιστη τιμή $CW_{max} = 2^m CW_{min}$, όπου m είναι το μέγιστο στάδιο οπισθοχώρησης. Κατά τη διάρκεια μίας σύγκρουσης, το στάδιο BO, το οποίο συμβολίζεται με i , αυξάνεται, και η νέα BO τιμή επιλέγεται ομοιόμορφα από το διάστημα $(0, 2^i)$. Η τιμή του CW καθορίζεται από το φυσικό επίπεδο. Ο μετρητής BO μειώνεται στην αρχή κάθε χρονοσχισμός όσο το κανάλι είναι αδρανές, παγώνει όταν μία μετάδοση ανιχνευτεί, και συνεχίζει να μειώνεται όταν το κανάλι γίνει πάλι αδρανές για περισσότερο από διάστημα DIFS. Ο σταθμός επιτρέπεται να μεταδώσει όταν ο BO μετρητής μηδενιστεί. Αξίζει να σημειώσουμε ότι το χρονικό διάστημα ανάμεσα σε δύο διαδοχικές χρονοσχισμές μπορεί να είναι πολύ μεγαλύτερο από σ καθώς είναι πιθανόν να περιλαμβάνει μεταδόσεις πακέτων. Ένα πλαίσιο επιβεβαίωσης μεταδίδεται από τον προορισμό, μετά από Short Inter Frame Space (SIFS), για να σηματοδοτήσει την επιτυχημένη λήψη των δεδομένων. Απουσία του ACK, οδηγεί σε επαναμετάδοση των δεδομένων.

2.3.1.2 Μηχανισμός RTS/CTS

Όταν ένας κόμβος θέλει να μεταδώσει ένα πακέτο δεδομένων, περιμένει μέχρι το κανάλι να ανιχνευτεί αδρανές για DIFS, ακολουθεί τους κανόνες εκθετικής υποχώρησης που αναλύθηκαν παραπάνω, και στη συνέχεια αντί να στείλει το πακέτο αυτό, στέλνει ένα ειδικό σύντομο πλαίσιο αίτησης αποστολής (Request To Send, RTS). Όταν ο παραλήπτης ανιχνεύσει ένα πλαίσιο RTS, απαντάει μετά από SIFS με ένα πλαίσιο αποδοχής αποστολής (Clear To Send, CTS). Τα δύο αυτά πλαίσια, μπορούν να ληφθούν από όλους τους σταθμούς και περιέχουν το μήκος των δεδομένων που θα ακολουθήσουν, ενημερώνοντας παράλληλα και το NAV για την χρονική διάρκεια που το μέσο θα είναι κατειλημμένο. Ο μηχανισμός αυτός είναι πολύ αποτελεσματικός όσον αφορά στην απόδοση του συστήματος, ειδικά όταν

κυκλοφορούν στο δίκτυο μεγάλα πακέτα, καθώς μειώνει το μήκος των πλαισίων που συμμετέχουν στον ανταγωνισμό. Μόνο τα πλαίσια RTS μπορούν να υποστούν συγκρούσεις, και αυτές εντοπίζονται με την έλλειψη των CTS μηνυμάτων απάντησης. Η παρακάτω εικόνα απεικονίζει τον μηχανισμό RTS/CTS κατά την διάρκεια ενός πλήρους κύκλου λειτουργίας.



Εικόνα 2: Μηχανισμός RTS/CTS κατά τη διάρκεια ενός πλήρους κύκλου λειτουργίας

2.3.2 Μέγιστη Ρυθμαπόδοση και Ρυθμαπόδοση σε Κατάσταση Κορεσμού (Maximum and Saturation Throughput Performance)

Η ρυθμαπόδοση (throughput) σε κατάσταση κορεσμού είναι ένα θεμελιώδες μέγεθος, που ορίζεται ως το όριο της συστημικής ρυθμαπόδοσης καθώς αυξάνεται το φορτίο, και αντιπροσωπεύει το μέγιστο φορτίο που αντέχει το δίκτυο σε σταθερή κατάσταση. Καθώς το προσφερόμενο φορτίο αυξάνεται, η ρυθμαπόδοση αυξάνεται μέχρι μία μέγιστη τιμή, γνωστή ως «μέγιστη ρυθμαπόδοση». Ωστόσο, περαιτέρω αύξηση του προσφερόμενου φορτίου οδηγεί σε μείωση της ρυθμαπόδοσης. Συνεπώς είναι πρακτικά αδύνατο να λειτουργήσει ο μηχανισμός της τυχαίας πρόσβασης στο μέσο για μεγάλο χρονικό διάστημα έχοντας τη μέγιστη ρυθμαπόδοση.

2.3.3 Ανάλυση Ρυθμαπόδοσης (Throughput Analysis)

2.3.3.1 Πιθανότητα Μετάδοσης Πακέτου

Η ανάλυση της ρυθμαπόδοσης χωρίζεται σε δύο διακριτά μέρη. Στο πρώτο μέρος, μελετάται η συμπεριφορά ενός μόνο σταθμού, εισάγοντας την πιθανότητα τ μετάδοσης πακέτου σε μία τυχαία χρονοσχισμή. Στη συνέχεια, μελετώντας τα γεγονότα που μπορούν να συμβούν σε μία χρονοσχισμή υπολογίζεται η ρυθμαπόδοση του βασικού αλλά και του RTS/CTS μηχανισμού συναρτήσει της πιθανότητας τ . Ας υποθέσουμε ότι $\{B(t)\}$ είναι η στοχαστική διαδικασία που αντιπροσωπεύει τον μετρητή ΒΟ ενός συγκεκριμένου σταθμού. Αφού η $\{B(t)\}$ έχει μνήμη, δηλαδή εξαρτάται από τις προηγούμενες μεταδόσεις του σταθμού, είναι μη-Μαρκοβιανή (non-Markovian). Έστω επίσης ότι $\{S(t)\}$ είναι η στοχαστική διαδικασία που αντιπροσωπεύει το στάδιο της οπισθοχώρησης του συγκεκριμένου σταθμού $(0, \dots, m)$ τη χρονική στιγμή t και p είναι η σταθερή και ανεξάρτητη πιθανότητα ενός πακέτου να συγκρουστεί, χωρίς να έχει σημασία αν έχει αναμεταδοθεί και πόσες φορές.

Υποθέτοντας ότι η p είναι σταθερή και οι κόμβοι ανεξάρτητοι, είναι εφικτό να μοντελοποιήσουμε την δισδιάστατη διαδικασία $\{S(t), B(t)\}$ με μια Μαρκοβιανή αλυσίδα διακριτού χρόνου. Συνεπώς προκύπτει η εργοδική κατανομή πιθανότητας της αλυσίδας $b_{i,k} = \lim_{t \rightarrow \infty} P\{S(t) = i, B(t) = k\}, i \in (0, m)$. Η πιθανότητα τ μπορεί πλέον να εκφραστεί μέσα από την σχέση:

$$\tau = \sum_{i=0}^m b_{i,0} = \frac{2(1-2p)}{(1-2p)(W+1) + pW(1-(2p)^m)}.$$

2.3.3.2 Ρυθμαπόδοση

Η κανονικοποιημένη ρυθμαπόδοση (S) ορίζεται ως το ποσοστό του χρόνου που το κανάλι χρησιμοποιείται για να μεταδώσει bits φορτίου. Έστω P_r η πιθανότητα να υπάρχει τουλάχιστον μία μετάδοση στη χρονοσχισμή που μας ενδιαφέρει, και P_s η πιθανότητα να υπάρχει επιτυχής μετάδοση. Υποθέτοντας ότι $E[P]$ είναι το μέσο μέγεθος πακέτου, τότε η μέση ποσότητα πληροφορίας που μεταδίδεται επιτυχώς

προκύπτει ίση με $P_r P_s E[P]$. Συνεπώς, για την κανονικοποιημένη ρυθμαπόδοση έχουμε:

$$S = \frac{P_s P_r E[P]}{(1 - P_r) \sigma + P_r P_s T_s + P_r (1 - P_s) T_c}$$

όπου:

- T_s είναι ο μέσος χρόνος που το κανάλι ανιχνεύεται κατειλημμένο εξαιτίας μίας μετάδοσης,
- T_c είναι ο μέσος χρόνος που το κανάλι ανιχνεύεται κατειλημμένο εξαιτίας μίας σύγκρουσης.

Οι παραπάνω τιμές είναι διαφορετικές στους δύο μηχανισμούς πρόσβασης. Υποθέτοντας ότι $H = PHY_{hdr} + MAC_{hdr}$ είναι η επικεφαλίδα του πακέτου, και δ είναι η καθυστέρηση διάδοσης, στην περίπτωση του βασικού μηχανισμού, έχουμε:

$$T_s^{bas} = H + E[P] + SIFS + \delta + ACK + DIFS + \delta$$

$$T_c^{bas} = H + E[P^*] + DIFS + \delta$$

όπου $E[P^*]$ είναι το μέσο μήκος του μεγαλύτερου πακέτου που συγκρούεται.

Στην περίπτωση του μηχανισμού RTS/CTS έχουμε:

$$T_s^{rts} = RTS + SIFS + \delta + CTS + SIFS + \delta + H + E[P] + SIFS + \delta + ACK + DIFS + \delta$$

$$T_c^{rts} = RTS + DIFS + \delta$$

Ένας τρίτος μηχανισμός προτείνεται, ο «υβριδικός» [28], σύμφωνα με τον οποίο τα πακέτα RTS/CTS χρησιμοποιούνται μόνο αν το μέγεθος του πλαισίου υπερβαίνει ένα προκαθορισμένο όριο.

2.3.4 Μέγιστη Ρυθμαπόδοση Κορεσμού

Η μέγιστη ρυθμαπόδοση κορεσμού επιτυγχάνεται όταν $\tau = \frac{1}{n \bullet \sqrt{\frac{T_c^*}{2}}}$, δηλαδή

είναι εφικτή σε οποιοδήποτε δίκτυο για μία συγκεκριμένη τιμή της πιθανότητας μετάδοσης τ . Επειδή η μεταβλητή n δεν είναι άμεσα ελεγχόμενη, ο μόνος τρόπος να

επιτευχθεί η βέλτιστη επίδοση είναι να εφαρμόσουμε προσαρμοζόμενες τεχνικές για να μεταβάλλουμε κατάλληλα τις τιμές των w και m με βάση την εκτίμηση του n [29]. Δυστυχώς, στο πρότυπο 802.11, οι τελευταίες τιμές είναι άρρηκτα συνδεδεμένες με το φυσικό επίπεδο και συνεπώς δεν είναι δυνατόν να επηρεάζονται από το μέγεθος του δικτύου n . Τα αποτελέσματα της προσομοίωσης του S συναρτήσει του τ για τους δύο μηχανισμούς πρόσβασης, δείχνουν ότι η μέγιστη επιτεύξιμη ρυθμαπόδοση (S_{\max}) έχει παρόμοια τιμή. Επιπλέον, η S_{\max} είναι πρακτικά ανεξάρτητη από το πλήθος των κόμβων σε ένα ασύρματο δίκτυο. Ένα πλεονέκτημα του RTS/CTS μηχανισμού είναι ότι η ρυθμαπόδοση είναι λιγότερο ευαίσθητη ως προς την πιθανότητα μετάδοσης τ .

2.3.5 Αξιολόγηση Επίδοσης

Σύμφωνα με την ανάλυση που παρατίθεται στο [30], προκύπτουν τα ακόλουθα συμπεράσματα για την επίδοση του πρωτοκόλλου:

- Στο μηχανισμό βασικής πρόσβασης, η ρυθμαπόδοση έχει άμεση εξάρτηση από τον αριθμό των κόμβων στο δίκτυο. Συγκεκριμένα όσο πιο μεγάλο είναι το δίκτυο, τόσο πιο μικρή είναι η ρυθμαπόδοση.
- Η επίδοση δεν χειροτερεύει στην έκδοση που χρησιμοποιεί το μηχανισμό RTS/CTS όσο αυξάνεται το n .
- Η ρυθμαπόδοση του βασικού μηχανισμού πρόσβασης εξαρτάται άμεσα από το w , και η βέλτιστη τιμή του w εξαρτάται από τον αριθμό των τερματικών του δικτύου (για παράδειγμα μεγάλη τιμή του w έχει ως αποτέλεσμα άριστη επίδοση για μεγάλο αριθμό σταθμών στο δίκτυο, και φτωχή επίδοση αν οι σταθμοί είναι λίγοι).
- Οι δύο μηχανισμοί πρόσβασης έχουν διαφορετική επίδοση στην περίπτωση μικρής τιμής του w . Όσο μικρότερη τιμή έχει το παράθυρο συμφόρησης, τόσο χειρότερη είναι η επίδοση του βασικού μηχανισμού πρόσβασης, ενώ το αντίθετο συμβαίνει στον RTS/CTS μηχανισμό.
- Η επιλογή του μέγιστου αριθμού των ΒΟ σταδίων δεν επηρεάζει πρακτικά τη ρυθμαπόδοση του συστήματος, αρκεί η τιμή του m να είναι μεγαλύτερη από τέσσερα ή πέντε.

- Ο αριθμός των μεταδόσεων ανά πακέτο αυξάνεται σημαντικά όσο το αρχικό παράθυρο w μειώνεται, και όσο ο πληθυσμός του δικτύου (n) αυξάνεται.
- Η ρυθμαπόδοση κορεσμού εξαρτάται ελάχιστα από τη διάρκεια της χρονοσχισμής σ . Μία ενδεχόμενη μεταβολή του σ έχει ως μοναδικό αποτέλεσμα τον πολλαπλασιασμό του χρόνου που το κανάλι είναι αδρανές ανά μετάδοση πακέτου, με μία σταθερά.
- Ο μηχανισμός RTS/CTS είναι αποτελεσματικός όταν το μέγεθος του πακέτου αυξάνεται πάνω από μία τιμή (P), η οποία εξαρτάται από το μέγεθος του δικτύου (το P αυξάνεται όσο το n αυξάνεται).

Κεφάλαιο 3

Παράκαμψη Απασχολημένου κόμβου

3.1 Τοπική Παράκαμψη (Local bypassing)

Στα πλαίσια της παρούσας διπλωματικής εργασίας, παρακολουθούμε τη διαδικασία που ακολουθεί ένας κόμβος για να μεταδώσει ένα πακέτο, εστιάζοντας μόνο στα τρία χαμηλότερα στρώματα, δηλαδή το επίπεδο Δικτύου, Ζεύξης Δεδομένων και το Φυσικό. Αγνοώντας σε ποιο επίπεδο του κόμβου δημιουργήθηκε το πακέτο (application, transport, routing layer, MAC), η διαδρομή που θα πρέπει να ακολουθηθεί στη στοίβα στρωμάτων δικτύου μέχρι να αποσταλλεί ασύρματα, είναι συγκεκριμένη και ίδια για όλα τα πακέτα. Θα πρέπει δηλαδή να διανύσει κατακόρυφα όλα τα στρώματα, χωρίς καμία μεταβολή στο περιεχόμενό του. Κάθε επίπεδο που το υποδέχεται, του προσθέτει μία επικεφαλίδα και το προωθεί στο αμέσως χαμηλότερο. Όταν φτάσει στο Φυσικό επίπεδο, μεταδίδεται ασύρματα σε μία περιοχή με συγκεκριμένη ακτίνα. Στον παραλήπτη θα εκτελεστεί η ακριβώς αντίστροφη διαδικασία, δηλαδή κάθε στρώμα θα αφαιρεί την αντίστοιχη επικεφαλίδα και θα το προωθεί στο αμέσως ανώτερο.

Για τη δρομολόγηση των πακέτων, επιλέγουμε το πρωτόκολλο DSR, το οποίο όπως είδαμε στο προηγούμενο κεφάλαιο υιοθετεί δρομολόγηση πηγής, δηλαδή η πηγή στέλνει το πακέτο εφόσον έχει ανακαλύψει διαδρομή. Πιο αναλυτικά, όταν η πηγή θέλει να στείλει ένα πακέτο σε κάποιο προορισμό, ελέγχει πρώτα τη λανθάνουσα μνήμη της, για να δει αν υπάρχει πρόσφατη εγγραφή που περιλαμβάνει το ζητούμενο κόμβο. Αν δεν υπάρχει, τότε εκκινεί μια διαδικασία αναζήτησης διαδρομής με RREQ τα οποία πλημμυρίζουν το δίκτυο. Μέχρι να ληφθεί απάντηση, η πηγή μπορεί να συνεχίσει να λαμβάνει και να στέλνει άλλα πακέτα. Κάθε κόμβος που λαμβάνει το RREQ και δεν γνωρίζει τον τελικό προορισμό, προσθέτει τη διεύθυνσή του στο πακέτο, ενημερώνει τον πίνακα δρομολόγησής του με τη διαδρομή που περιέχει το RREQ πακέτο που έλαβε και το προωθεί. Σε περίπτωση που κάποιος ενδιάμεσος κόμβος έχει εγγραφή με τον προορισμό, στέλνει ένα RREP πίσω στην

πηγή (unicast), οπότε σταματάει η φάση της αναζήτησης. Εδώ πρέπει να σημειώσουμε ότι οι καταχωρήσεις του πίνακα κάθε σταθμού, διαγράφονται μετά από ένα χρονικό διάστημα. Αφού λοιπόν υπολογιστεί η διαδρομή από την πηγή προς τον παραλήπτη, ενσωματώνεται στην επικεφαλίδα, και το πακέτο μεταβιβάζεται στο επίπεδο ζεύξης δεδομένων (DLL). Επίσης, επειδή πρόκειται για πολυβηματική διαδρομή, σε κάθε βήμα, έχουμε νέο ζεύγος πηγής-προορισμού, που αποθηκεύεται στην επικεφαλίδα του πλαισίου MAC του πακέτου, ενώ το αρχικό ζεύγος, που θέλει να επικοινωνήσει αποθηκεύεται στην επικεφαλίδα του στρώματος δικτύου.

Το MAC διαθέτει ένα μηχανισμό για να αποφασίζει ποιός σταθμός θα έχει την πρόσβαση στο μέσο. Σκοπός είναι να ελαχιστοποιούνται οι συγκρούσεις και να επικρατεί δικαιοσύνη στην κατάληψη του μέσου. Δύο από τα προβλήματα του επιπέδου αυτού είναι το κρυμμένο και το εκτεθειμένο τερματικό, τα οποία για να αποφευχθούν χρειάζονται πακέτα σηματοδότησης, μηχανισμό υποχώρησης και συγχρονισμό μεταξύ των κόμβων. Ο μηχανισμός πρόσβασης που χρησιμοποιείται από το 802.11 είναι η τετραμερής χειραψία που είδαμε αναλυτικά στο προηγούμενο κεφάλαιο και ο μηχανισμός υποχώρησης είναι ο δυαδικός εκθετικός (BEB). Στα ενσύρματα δίκτυα, μία σύγκρουση είναι εύκολο να εντοπιστεί παρακολουθώντας το μέσο. Ωστόσο, στα ασύρματα κανάλια, μία σύγκρουση μπορεί να γίνει αντιληπτή μόνο με την απουσία κάποιων μηνυμάτων. Πιο συγκεκριμένα, όταν ένας κόμβος στέλνει ένα πακέτο RTS, ενεργοποιεί ένα χρονόμετρο, μέχρι τη λήξη του οποίου (timeout RTS) πρέπει να έχει λάβει το CTS. Αν η πηγή δεν λάβει το CTS έγκαιρα, τότε θεωρεί ότι ένα από τα δύο πακέτα υπέστη σύγκρουση, οπότε επαναλαμβάνει την αποστολή RTS, ακολουθώντας πάλι τη διαδικασία πρόσβασης στο μέσο και τον αλγόριθμο εκθετικής οπισθοχώρησης. Το ίδιο συμβαίνει και με τα δεδομένα, αν δηλαδή δεν ληφθεί πακέτο ACK πριν το timeout data, τότε η πηγή τα ξαναστέλνει. Μετά από ένα αριθμό προσπαθειών αναμετάδοσης, το πακέτο απορρίπτεται.

Τέλος στο φυσικό στρώμα καθορίζονται παράμετροι που αφορούν το ασύρματο κανάλι μετάδοσης. Κάθε κόμβος πρέπει να εκπέμπει συγκεκριμένη ισχύ ομοιοκατευθυντικά, λαμβάνοντας υπόψη το θόρυβο, τις απώλειες, τις παρεμβολές από τους γείτονες, αλλά και την εξοικονόμηση της ενέργειας. Παράλληλα, στο στρώμα αυτό καθορίζεται ο επιθυμητός ρυθμός μετάδοσης, ο οποίος είναι συνάρτηση της ενέργειας ανά bit. Η κωδικοποίηση και το σχήμα διαμόρφωσης που επιλέγεται για τη μετάδοση, μαζί με το ρυθμό bit/sec επηρεάζουν την ποιότητα υπηρεσίας (QoS) της

ζεύξης. Επιπλέον, στα ενσύρματα τοπικά δίκτυα, λόγω της υποδομής, όλοι οι σταθμοί επικοινωνούν απευθείας μεταξύ τους. Ωστόσο, στα ασύρματα LAN ο κάθε κόμβος έχει μία ακτίνα εντός της οποίας μπορεί να μεταδίδει, να λαμβάνει και να προωθεί πακέτα. Το μέγεθος της περιοχής αυτής αυξάνεται όσο πιο ισχυρή είναι η ισχύς του σταθμού, με συνέπεια να αυξάνεται ο βαθμός του κόμβου, αλλά και οι παρεμβολές που δέχεται από τους υπόλοιπους σταθμούς στη γειτονιά του. Όταν το φυσικό στρώμα ενός σταθμού ανιχνεύσει ένα πακέτο, ελέγχει την επικεφαλίδα του, και αν είναι αυτός ο προορισμός, το στέλνει στο MAC επίπεδο. Επίσης αν πρόκειται για broadcast, το πακέτο μεταφέρεται στο MAC και παράλληλα προωθείται προς τους υπόλοιπους κόμβους. Αν δεν ισχύει καμία από τις προηγούμενες περιπτώσεις, τότε το πακέτο απλά αγνοείται.

Εξετάζοντας την παραπάνω διαδικασία που ακολουθείται στα κινητά ασύρματα ad hoc δίκτυα, για να αποσταλλεί ένα πακέτο, στο μοντέλο τοπικής παράκαμψης περιγράφουμε επτά αλλαγές, ώστε να βελτιωθεί η ρυθμαπόδοση και η καθυστέρηση, στην περίπτωση που κάποιος κόμβος γίνει απρόσιτος (unreachable).

1. Χρησιμοποιούμε στο στρώμα MAC την πληροφορία της διαδρομής που υπολογίζεται στο επίπεδο δικτύου για να παρακάμψουμε κάποιο κόμβο της διαδρομής που δεν ανταποκρίνεται (διαστρωματική πληροφόρηση).

Το στρώμα MAC είναι το πρώτο που αντιλαμβάνεται το πρόβλημα και για αυτό δεν πρέπει να χασθεί πολύτιμος χρόνος ενημερώνοντας τα υπόλοιπα στρώματα, παρά μόνο όταν θα έχει βρεθεί μία νέα διαδρομή. Αν δεν βρεθεί νέα διαδρομή στο MAC, τότε το πακέτο απορρίπτεται, επειδή θεωρούμε ότι δεν θα υπάρχει εναλλακτική διαδρομή προς τον κόμβο που θέλουμε.

2. Αν ένας κόμβος δεν ανταποκρίνεται, τότε ο κόμβος της διαδρομής που το αντιλαμβάνεται, ελέγχει στη λανθάνουσα μνήμη του αν μπορεί να χρησιμοποιήσει κάποια άλλη διαδρομή προς τον ίδιο προορισμό. Αν βρεθεί εναλλακτική διαδρομή, τότε δρομολογεί το πακέτο μέσω αυτής.

Η ανάκαμψη της ζεύξης σε χαμηλότερο επίπεδο, είναι πιο γρήγορη από αυτήν σε ανώτερα, επειδή αποστέλλονται λιγότερα πακέτα αλλά και μικρότερου μεγέθους. Στο MAC, η καθυστέρηση που εισάγεται εξαρτάται από τη συχνότητα λειτουργίας του κόμβου που θα κάνει αναζήτηση στη λανθάνουσα μνήμη του (T_d). Συνεπώς η συνολική καθυστέρηση ανάνηψης του μοντέλου τοπικής παράκαμψης είναι:

$$T_D = T_{\text{timeout_rts}} + T_d$$

όπου $T_{\text{timeout_rts}}$ είναι ο χρόνος λήξης του πακέτου CRTS που εξηγείται παρακάτω, και λαμβάνει χώρα στον κόμβο που ανακάλυψε το σφάλμα της ζεύξης. Ενώ η αντίστοιχη καθυστέρηση στο DSR είναι:

$$T_D = \sum_{i=1}^{\text{max_retries}} T_{\text{timeout_rts}}(i) + T_{\text{rerr}} + \sum_{i=1}^{\text{retries_needed}} T_{\text{timeout_rreq}}(i) + T_{\text{rrep}}$$

όπου $T_{\text{timeout_rts}}$ είναι ο χρόνος λήξης του RTS, T_{rerr} είναι ο χρόνος που απαιτείται μέχρι να σταλεί μήνυμα σφάλμας ζεύξης στην αρχική πηγή της ροής πακέτων, $T_{\text{timeout_rreq}}$ είναι ο χρόνος λήξης του κάθε πακέτου RREQ που στέλνει η αρχική πηγή, και τέλος T_{rrep} είναι ο χρόνος που θα χρειαστεί το μήνυμα RREP να επιστρέψει σε αυτή με unicast, συνυπολογίζοντας και τα πακέτα της τετραμερούς χειραγυρίας που απαιτούνται για την προώθηση του πακέτου RREP σε κάθε βήμα.

3. Στην περίπτωση που κάποιος κόμβος δεν απαντήσει σε RTS που απευθύνεται σε αυτόν (busy node), και δεν υπάρχει εναλλακτική διαδρομή καταχωρημένη στην πηγή, τότε αυτή δεν ξαναστέλνει το ίδιο πακέτο μετά από DIFS όπως θα έπρεπε, αλλά στέλνει σε όλους τους γείτονές της ένα νέο πακέτο, το Cancel-Request-To-Send (CRTS). Στο πακέτο αυτό περιέχεται το ζεύγος πηγής-προορισμού που δεν κατάφερε να επικοινωνήσει, ολόκληρη η διαδρομή που θα ακολουθούσαν τα δεδομένα καθώς και το μέγεθός τους.

Το πακέτο CRTS μπορεί να αποσταλλεί από οποιοδήποτε κόμβο συναντήσει πρόβλημα συμφόρησης. Στο DSR κάθε πακέτο δεδομένων φέρει ολόκληρη τη διαδρομή που θα ακολουθήσει, ωστόσο παρόλο που το CRTS είναι πακέτο σηματοδότησης, θα περιέχει και αυτό ένα μέρος της διαδρομής (από τον κόμβο που το έστειλε μέχρι τον τελικό προορισμό), για λόγους που εξηγούνται στην συνέχεια.

4. Όταν κάποιος κόμβος λάβει το CRTS, τότε βλέπει ποιος κόμβος είναι αυτός που δεν ανταποκρίνεται (απασχολημένος), βρίσκει στη διαδρομή τον επόμενο του κόμβο, και ελέγχει αν στη λανθάνουσα μνήμη του υπάρχει διαδρομή αυτόν. Αν βρεθεί καταχώρηση, τότε απαντάει στο CRTS με CTS. Επίσης, αν ο κόμβος που έλαβε το CRTS είναι ο απασχολημένος, τότε στέλνει το CTS στην πηγή και δε συνεχίζεται η εκπομπή του CRTS.

Η διαδρομή που περιέχεται στο CRTS χρησιμοποιείται για να βρεθεί ο επόμενος κόμβος από τον απασχολημένο, ώστε οι κόμβοι που ακούνε το πακέτο αυτό να γνωρίζουν τον επόμενο νέο προορισμό προς τον οποίο πρέπει να δρομολογηθούν τα

πακέτα δεδομένων. Οι κόμβοι στην γειτονιά της πηγής θα απαντήσουν μόνο αν γνωρίζουν κάποια εναλλακτική διαδρομή προς το επόμενο βήμα από τον απασχολημένο κόμβο, και επιπλέον αν η διαδρομή αυτή δεν περιέχει κανένα κόμβο από τον οποίο έχουν ήδη προωθηθεί τα δεδομένα. Έτσι δημιουργούνται διαδρομές απαλλαγμένες από βρόχους. Αν για κάποιο λόγο το αρχικό RTS είχε υποστεί σύγκρουση, και δεν υπάρχει συμφόρηση στη ζεύξη, τότε θα απαντήσει με CTS ο αρχικός προορισμός και η πηγή θα στείλει τα δεδομένα σε αυτόν. (Το CTS του κόμβου αυτού πάντα θα φτάνει πιο γρήγορα από τα υπόλοιπα, για λόγους που εξηγούνται παρακάτω).

5. Μεταβάλλουμε τη δομή του CTS, έτσι ώστε να υπάρχει ένα επιπλέον πεδίο στο οποίο θα αναγράφεται η απόσταση (d) των κόμβων που απάντησαν στο CRTS, από το επόμενο βήμα (next-hop) του απασχολημένου κόμβου. Στην περίπτωση που απαντήσει ο απασχολημένος κόμβος (busy node), το πεδίο αυτό θα λάβει την τιμή μηδέν (0).

Η αλλαγή αυτή προϋποθέτει ως κριτήριο επιλογής διαδρομής τα λιγότερα ενδιάμεσα βήματα, συνεπώς η πηγή θα επιλέξει να στείλει τα δεδομένα, στον κόμβο με το μικρότερο d , ώστε να μην επιμηκυνθεί πολύ η αρχική διαδρομή που είχε υπολογίσει το DSR, και να μην καθυστερήσουν και άλλο τα δεδομένα να φτάσουν στον προορισμό τους.

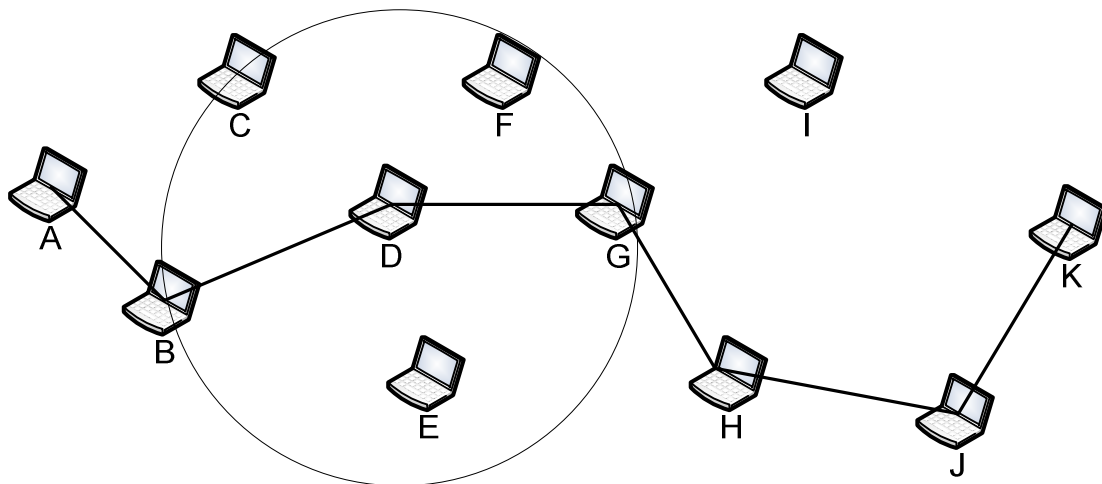
6. Ο κάθε σταθμός που μπορεί να απαντήσει με CTS στο πακέτο CRTS, θα καθυστερεί ένα διάστημα ανάλογο της απόστασής του d από το next-hop, αυξημένο κατά ένα τυχαίο διάστημα. Συνεπώς, η πηγή θα λάβει πρώτα την απάντηση από τον πιο κοντινό κόμβο, αν δεν υπάρχει κάποια σύγκρουση. Αν απαντήσει ο κόμβος που ήταν απασχολημένος, τότε αυτός δεν θα υποχωρήσει κατά το τυχαίο διάστημα.

Με αυτό το μέτρο, αποφεύγονται οι συγκρούσεις των μηνυμάτων CTS προς την πηγή, ακόμα και αν η απόσταση είναι η ίδια, και παράλληλα θα φτάνουν στην πηγή τα μηνύματα CTS με αύξουσα απόσταση d . Επίσης, αν τελικά η ζεύξη δεν ήταν συμφορημένη αλλά το πακέτο RTS είχε υποστεί σύγκρουση, τότε η πηγή θα λάβει πρώτα το CTS του απασχολημένου κόμβου και θα μεταδώσει σε αυτόν τα δεδομένα.

7. Τα μηνύματα CTS μπορούν να ληφθούν από όλους τους κόμβους, συνεπώς αν κάποιος λάβει ένα CTS που περιέχει d μικρότερο από τη δική του απόσταση από το επόμενο βήμα (next hop), τότε ακυρώνει τη δική του αποστολή.

Στόχος μας είναι να επιβαρυνθεί το δίκτυο με όσο το δυνατόν λιγότερα μηνύματα σηματοδότησης. Συνεπώς αφού η πηγή θα επιλέξει τον κόμβο που βρίσκεται πιο κοντά στον επόμενο προορισμό, δεν έχει νόημα να συνεχίσουν να απαντάνε οι υπόλοιποι κόμβοι της γειτονιάς με CTS αφότου έχουν ακούσει κάποιον άλλο με μικρότερο d από το δικό τους.

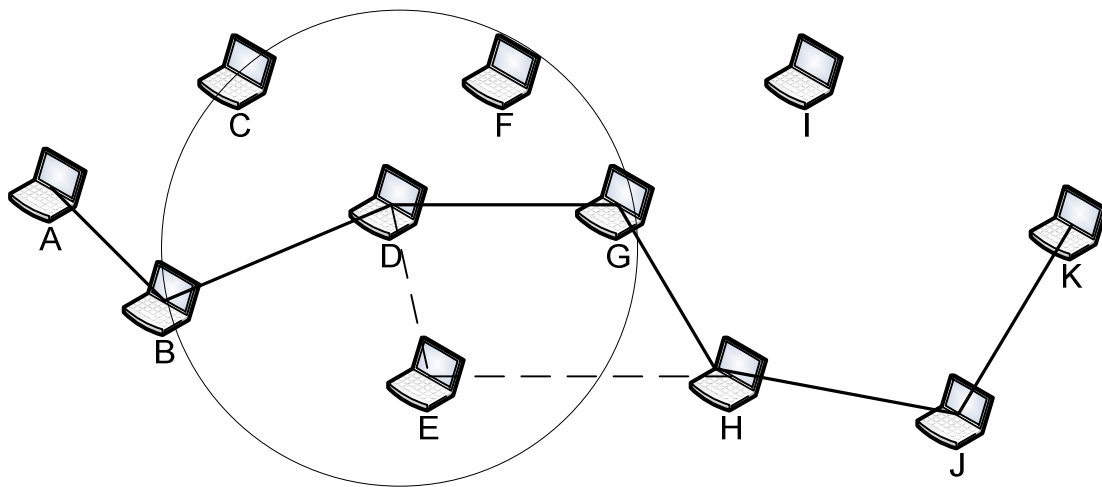
Με τις παραπάνω αλλαγές, όταν ένας κόμβος μίας διαδρομής βγει εκτός λειτουργίας, δηλαδή σταματήσει να εκπέμπει και να λαμβάνει, (είτε λόγω συμφόρησης, είτε λόγω βλάβης), η πηγή τον παρακάμπτει τοπικά και συνεχίζει την μετάδοση του πακέτου, διατηρώντας την αρχικά υπολογισμένη διαδρομή μετά το επόμενο βήμα από τον απασχολημένο κόμβο.



Εικόνα 3: Αρχική διαδρομή πακέτων από τον κόμβο A προς τον K .

Στην εικόνα 3, βλέπουμε μέσα από ένα παράδειγμα το μοντέλο τοπικής παράκαμψης που προτείνεται. Έστω ότι ο κόμβος A θέλει να στείλει δεδομένα στον προορισμό K , και ότι μετά από τη φάση της αναζήτησης διαδρομής, απέκτησε την πολυβηματική διαδρομή $A-B-D-G-H-J-K$. Όταν το πακέτο φτάσει στον κόμβο D , τότε αυτός εκκινεί τετραμερή χειραγία με παραλήπτη τον G , ο οποίος όμως δεν ανταποκρίνεται. Συνεπώς, ο D στέλνει ένα πακέτο CTS το οποίο περιέχει source address: D , destination address: G , route: $A-B-D-G-H-J-K$, και το μέγεθος των δεδομένων (size of data). Το πακέτο αυτό το λαμβάνουν οι κόμβοι: B, C, F, E, G . Επειδή δεν θέλουμε να δημιουργηθεί βρόχος που θα εγκλωβίσει το πακέτο ανάμεσα σε δύο κόμβους, απαγορεύουμε να απαντήσουν σε CTS κόμβοι που υπάρχουν στη

διαδρομή και έχουν ήδη προωθήσει το πακέτο δεδομένων. Επίσης αν ο κόμβος G τελικά λάβει το CTS, θα απαντήσει αμέσως στον D , και οι κόμβοι στη γειτονιά του G θα ακυρώσουν την αποστολή των μηνυμάτων CTS επειδή κάποιος με μηδενική απόσταση από τον προορισμό θα έχει απαντήσει στο CTS. Υπάρχουν ωστόσο και κόμβοι όπως ο C , που είναι εκτός της εμβέλειας του G αλλά έχει λάβει το CTS. Αυτό όμως ταυτόχρονα σημαίνει ότι θα απέχουν παραπάνω ενδιάμεσα βήματα από το επόμενο βήμα του G , δηλαδή από τον H , και άρα θα καθυστερήσουν να στείλουν CTS στην πηγή πιο πολύ από τον G , αποφεύγοντας τη σύγκρουση των μηνυμάτων σηματοδότησης. Αν ο G είναι εκτός λειτουργίας, και υποθέσουμε ότι οι σταθμοί D , E έχουν καταχωρήσεις στην μνήμη τους για τον H , τότε ο D θα λάβει πρώτα την απάντηση από τον E ($d_E=1$) και μετά το CTS από τον F (με $d_F=2$). Τελικά όπως βλέπουμε στην εικόνα που ακολουθεί, η διαδρομή που θα ακολουθήσουν τα δεδομένα, θα είναι $A-B-D-E-H-J-K$ έχοντας παρακάμψει τοπικά τον κόμβο G . Συνεπώς το δικό μας μοντέλο θα μεταδώσει επιτυχώς το πακέτο δεδομένων στον προορισμό, ενώ το αρχικό μοντέλο μετά από λίγες επαναμεταδόσεις θα το απέρριπτε.



Εικόνα 4: Εναλλακτική διαδρομή που προτείνει το μοντέλο τοπικής παράκαμψης όταν ο κόμβος G είναι απασχολημένος.

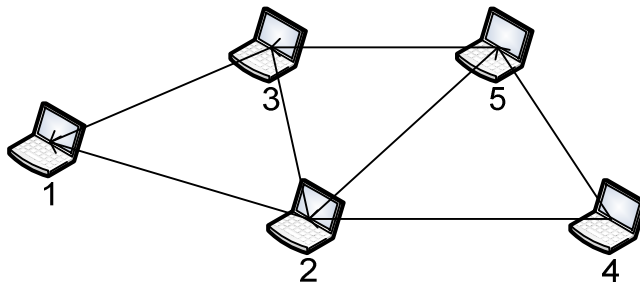
Για να συγκρίνουμε τα δύο μοντέλα, υπολογίζουμε τη ρυθμαπόδοση ενός κόμβου που δεν παίρνει απάντηση από έναν απασχολημένο κόμβο (busy node) (D), και τις απώλειες πακέτων. Η ρυθμαπόδοση ορίζεται ως το σύνολο του φορτίου που μεταδίδεται στη μονάδα του χρόνου, και εμείς την υπολογίζουμε σε packets/sec.

Πριν την υλοποίηση του μοντέλου, κάναμε τις ακόλουθες παραδοχές και υποθέσεις:

- N : αριθμός κόμβων στο δίκτυο σε μία περιοχή $L=15m$.
- Δύο κόμβοι θεωρούνται γείτονες αν η ισχύς εκπομπής του ενός είναι μεγαλύτερη από ένα κατώφλι όταν αυτή υπολογίζεται στο σημείο που βρίσκεται ο δεύτερος.
- Ο κάθε κόμβος μπορεί να βρίσκεται σε μία από τις τέσσερις δυνατές καταστάσεις: άεργος, κατάσταση λήψης, κατάσταση μετάδοσης και ενεργός.
- Επειδή μπορεί είτε να μεταδίδει είτε να λαμβάνει πακέτα, δημιουργείται συμφόρηση και συγκρούσεις στο δίκτυο.
- Ο κάθε κόμβος έχει ουρά στο MAC όπου αποθηκεύει τα πακέτα προς αποστολή.
- Χρησιμοποιούμε το μοντέλο του Friis για μετάδοση.
- Συγκρούσεις συμβαίνουν στο ασύρματο κανάλι μόνο όταν ένας κόμβος παρεμβάλλει στην λήψη πακέτων κάποιου γείτονά του.
- Υποθέτουμε ότι αν τα πακέτα ληφθούν από τον προορισμό, τότε δεν μπορεί να απορριφθεί το πακέτο λόγω σφαλμάτων ψηφίων στις επικεφαλίδες.
- Στο φυσικό επίπεδο χρησιμοποιούμε ομοικατευθυντικές κεραιές σε ύψος 1m από το έδαφος με κέρδος 1dB σε όλους τους κόμβους, η συχνότητα είναι 2.4 GHz και ο λόγος σήματος προς θόρυβο (SNR) είναι 40dB.
- Σε MAC επίπεδο υιοθετούμε τον DCF μηχανισμό RTS/CTS, (τετραμερής χειραγία).
- Σε επίπεδο δρομολόγησης, χρησιμοποιούμε το reactive πρωτόκολλο DSR.
- Η εύρεση κόμβων που θα παρακάμψουν τον ανενεργό γίνεται σε επίπεδο ζεύξης δεδομένων, χρησιμοποιώντας την MAC cache των κόμβων. Έπειτα ενημερώνεται η διαδρομή, χωρίς την αποστολή πακέτων ελέγχου στρώματος Δικτύου και συνεπώς έχουμε χρήση διαστρωματικής πληροφορίας για τη βελτιστοποίηση της λειτουργίας του δικτύου.

Για να υλοποιήσουμε το μοντέλο μας, φτιάχνουμε μια τοπολογία από πέντε κόμβους, και δημιουργούμε μία μόνο ροή πακέτων από τον κόμβο 1 στον 4 όπως

φαίνεται στο παρακάτω σχήμα. Οι γραμμές δηλώνουν τους γείτονες κάθε κόμβου. Ο 1 ξεκινάει με τη φάση αναζήτησης διαδρομής εκπέμποντας RREQ πακέτα. Αυτά προωθούνται στο υπόλοιπο δίκτυο και όταν φτάσουν στον κόμβο-προορισμό, αποστέλλεται πακέτο RREP που περιέχει τη ζητούμενη διαδρομή. Η διαδρομή που ακολουθούν λοιπόν αρχικά τα πακέτα, είναι η 1-3-5-4. Στη συνέχεια όμως ο κόμβος 3 γίνεται ανενεργός. Ο κόμβος 1 λοιπόν μόλις λήξει το RTS προς τον 3, στέλνει ένα πακέτο CRTS στο οποίο απαντάει με CTS ο 2 επειδή έχει στη μνήμη του διαδρομή προς τον επόμενο κόμβο, δηλαδή τον 5, ο οποίος είναι και γείτονάς του. Κατά αυτόν τον τρόπο, χρησιμοποιείται η διαδρομή 1-2-5-4, η οποία δεν περιέχει τον κόμβο 3. Κάνουμε την υπόθεση ότι τα πακέτα πρέπει να διέλθουν πρώτα από τον κόμβο 5, και μετά να φτάσουν στον 4, παρόλο που ο 2 είναι γείτονας με τον 4.



Εικόνα 5 Τοπολογία πέντε κόμβων του μοντέλου Τοπικής Παράκαμψης

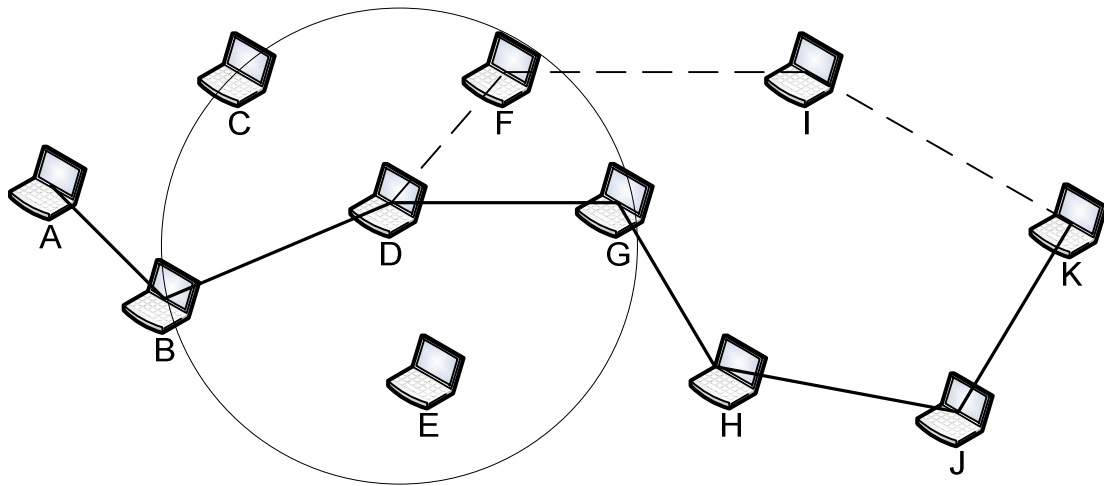
Για να δοκιμάσουμε προγραμματιστικά το μοντέλο μας, επεκτείναμε ένα τμήμα υπάρχοντος κώδικα σε matlab ώστε να υλοποιείται το 802.11 και το DSR, και κάναμε προσομοιώσεις για διαφορετικές τιμές πακέτων, ώστε να υπολογίσουμε τις απώλειες πακέτων. Η καθυστέρηση ανάληψης στο προτεινόμενο μοντέλο μας είναι σταθερή και ίση με το χρόνο λήξης του CRTS αυξημένο κατά μία σταθερά, όσο διαρκεί να γίνει αναζήτηση διαδρομής στη λανθάνουσα μνήμη των κόμβων.

Με την αποστολή του CRTS, αντί για RREQ αναμένουμε να έχουμε πολύ μικρότερο χρόνο ανάληψης της ζεύξης, αλλά και λιγότερες απώλειες πακέτων, επειδή το δίκτυο δεν πλημμυρίζει από πακέτα RREQ-RREP (στέλνονται μόνο σε μία γειτονιά λίγα μηνύματα CTS). Επίσης, με το δικό μας μοντέλο, τα πακέτα μετά την αποτυχία της διαδρομής, θα προωθηθούν από εκεί που βρίσκονται μέχρι τον προορισμό. Σε αντίθεση, στο flat μοντέλο, σύμφωνα με το DSR μόλις ο κόμβος D στο σχήμα δεν λάβει απάντηση από τον G, ξαναπροσπαθεί κάποιες φορές και μετά στέλνει μήνυμα Route Error προς την αρχική πηγή, έτσι ώστε αυτή να υπολογίσει με

RREQ/RREP μία νέα διαδρομή. Συνεπώς αναμένουμε μεγάλη διαφορά στην καθυστέρηση ανάνηψης των δύο μοντέλων.

3.2 Συνολική Παράκαμψη (Global bypassing)

Στην προηγούμενη ενότητα είδαμε τα βήματα που ακολουθούνται για να παρακάμψουμε έναν απρόσιτο κόμβο διατηρώντας την υπόλοιπη διαδρομή ίδια με την αρχική. Μία άλλη εναλλακτική λύση, είναι να αναζητήσουμε διαφορετική διαδρομή μέχρι τον τελικό προορισμό. Δηλαδή σύμφωνα με το προηγούμενο σχήμα, όταν ο κόμβος D δεν θα λάβει απάντηση από τον G , πρώτα θα ελέγξει στη λανθάνουσα μνήμη του αν υπάρχει άλλη διαδρομή για τον τελικό προορισμό K , και αν δεν υπάρχει, θα στείλει CRTS στους κόμβους γείτονές του. Αυτοί, θα ελέγξουν με τη σειρά τους τη λανθάνουσα μνήμη τους για να βρουν διαδρομή προς τον K , η οποία να μην περιλαμβάνει τον κόμβο G , αλλά ούτε και κάποιον προηγούμενο σταθμό από τον οποίο ήδη διήλθε το πακέτο, και θα απαντήσουν στην πηγή (D) με μηνύματα CTS. Συνεπώς διατηρείται ίδια η διαδρομή από τον αρχικό κόμβο (A) μέχρι αυτόν που δεν παίρνει απάντηση (D) και μετά διαφοροποιείται μέχρι τον προορισμό (K). Για παράδειγμα όπως βλέπουμε στο επόμενο σχήμα, μία πιθανή επιλογή θα μπορούσε να είναι η $A-B-D-F-I-K$. Ισχύουν και εδώ οι προηγούμενες προϋποθέσεις για να απαντήσει κάποιος κόμβος στο πακέτο CRTS. Το κριτήριο επιλογής της διαδρομής θα είναι η πιο κοντινή διαδρομή, υπολογίζοντας τα βήματα μέχρι τον τελικό προορισμό. Ωστόσο θα μπορούσαμε να υιοθετήσουμε άλλα κριτήρια, όπως είναι η διαδρομή με τη μικρότερη συμφόρηση ή με τη μικρότερη καθυστέρηση.



Εικόνα 6: Εναλλακτική διαδρομή που προτείνει το μοντέλο συνολικής παράκαμψης όταν ο κόμβος G είναι απασχολημένος.

Στην αξιολόγηση του μοντέλου, εξετάζουμε την καθυστέρηση του μοντέλου μέχρι να βρεθεί άλλη έγκυρη διαδρομή, καθώς και τις απώλειες πακέτων δεδομένων.

Η ολική παράκαμψη υλοποιείται όπως και η τοπική, αλλά με την διαφορά ότι ο κόμβος 2, αυτήν τη φορά θα πρέπει να επιλέξει την απευθείας μετάδοση στον 4 αντί να τα προωθήσει πρώτα στον 5 όπως έκανε το τοπικό μοντέλο.

Επειδή το μοντέλο αυτό δεν απαιτεί συγκεκριμένο επόμενο βήμα, το πακέτο έχει μεγαλύτερη πιθανότητα να φτάσει στον προορισμό από ότι έχει στην τοπική παράκαμψη, και άρα αναμένουμε μικρότερες απώλειες πακέτων.

Για να υπολογίσουμε τις απώλειες πακέτων, εκτελούμε επαναλήψεις προσομοίωσης για διαφορετικό αριθμό πακέτων. Η καθυστέρηση του μηχανισμού της ολικής παράκαμψης είναι αυξημένη κατά μία σταθερά σε σχέση με αυτήν της τοπικής, επειδή υποθέτουμε ότι πρέπει να εκτελεστούν περισσότερες εντολές στον κόμβο που έστειλε το CRTS ώστε να δημιουργηθεί συνολική διαδρομή από αυτό μέχρι τον αρχικό προορισμό.

3.3 Γενίκευση Μοντέλων Παράκαμψης

Οι δύο μηχανισμοί που παρουσιάστηκαν στην προηγούμενη ενότητα, κλιμακώθηκαν για αυθαίρετη τοπολογία, με N κόμβους σε μία περιοχή εμβαδού L^2 για οποιοδήποτε αριθμό πακέτων. Η θέση των κόμβων προκύπτει τυχαία, και οι

προσομοιώσεις εκτελούνται μόνο εφόσον το δίκτυο έχει συνεκτικότητα. Στη γενική τοπολογία, εξετάζουμε την αποδοτικότητα των πρωτοκόλλων που υλοποιήσαμε παρατηρώντας δύο παραμέτρους. Η πρώτη είναι ο χρόνος ανάνηψης, δηλαδή ο χρόνος που απαιτείται από την στιγμή που εντοπίζεται ο απασχολημένος κόμβος μέχρι τη στιγμή που είναι διαθέσιμη νέα διαδρομή στον κόμβο που τον εντόπισε. Για το flat (αρχικό) μοντέλο, αυτή η καθυστέρηση αναμένεται να είναι αρκετά μεγαλύτερη από αυτήν των υπόλοιπων μοντέλων, καθώς η πηγή προσπαθεί να στείλει αρκετές φορές RTS και έπειτα στέλνει μηνύματα RREQ, για να αναζητήσει νέα διαδρομή. Η καθυστέρηση λοιπόν στο αρχικό μοντέλο θα υπολογίζεται από τη διαφορά των χρονικών στιγμών που εντοπίστηκε ο ανενεργός κόμβος, και της στιγμής που η αρχική πηγή έλαβε το αντίστοιχο RREP πακέτο.

Κεφάλαιο 4

Αποτελέσματα Προσομοιώσεων και Συγκρίσεις

Στο κεφάλαιο αυτό παρουσιάζονται τα αποτελέσματα των προσομοιώσεων για τα τρία μοντέλα: Flat, Local και Global, για δύο τοπολογίες είκοσι και τριάντα κόμβων σε μία περιοχή δεκαπέντε μέτρων. Σε κάθε προσομοίωση η τοπολογία είναι τυχαία καθώς οι θέσεις των κόμβων προκύπτουν με κλήση της συνάρτησης `rand()` στην `matlab`. Τα πακέτα που στέλνουμε είναι 10, 20, 30, 50, και 60 σε κάθε τοπολογία. Στην πρώτη υπο-ενότητα παρουσιάζουμε τις απώλειες πακέτων ενώ στη δεύτερη την καθυστέρηση ανάνηψης του κάθε μοντέλου στην περίπτωση που κάποιος κόμβος της διαδρομής τεθεί εκτός λειτουργίας.

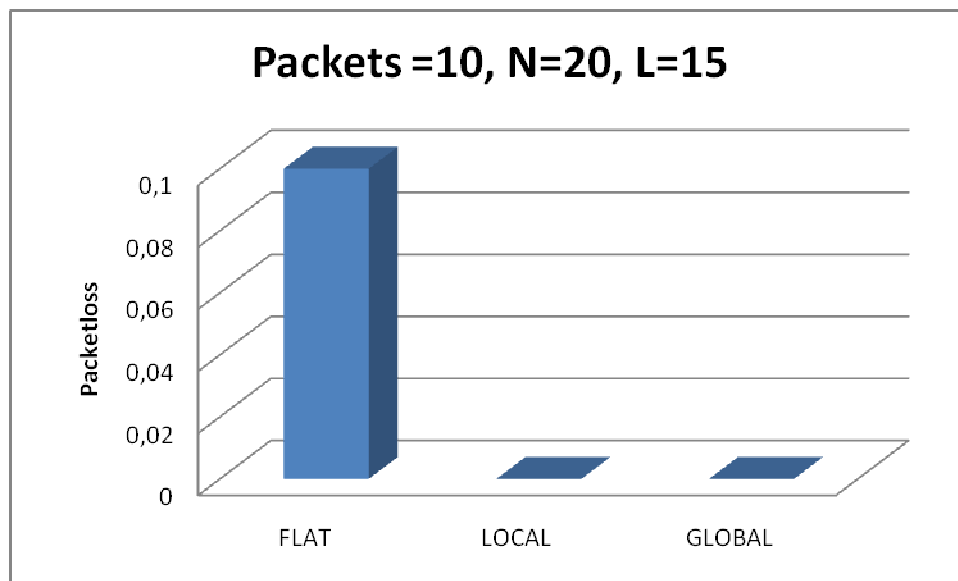
4.1 Μέτρηση Απωλειών Πακέτων

Οι τιμές που απεικονίζονται στους ακόλουθους πίνακες είναι μέσοι όροι 5 μετρήσεων. Τις απώλειες πακέτων τις υπολογίζουμε ως το μέρος των δεδομένων που απορρίπτονται σε σύγκριση με τα πακέτα δεδομένων που έστειλε η πηγή στον τελικό προορισμό.

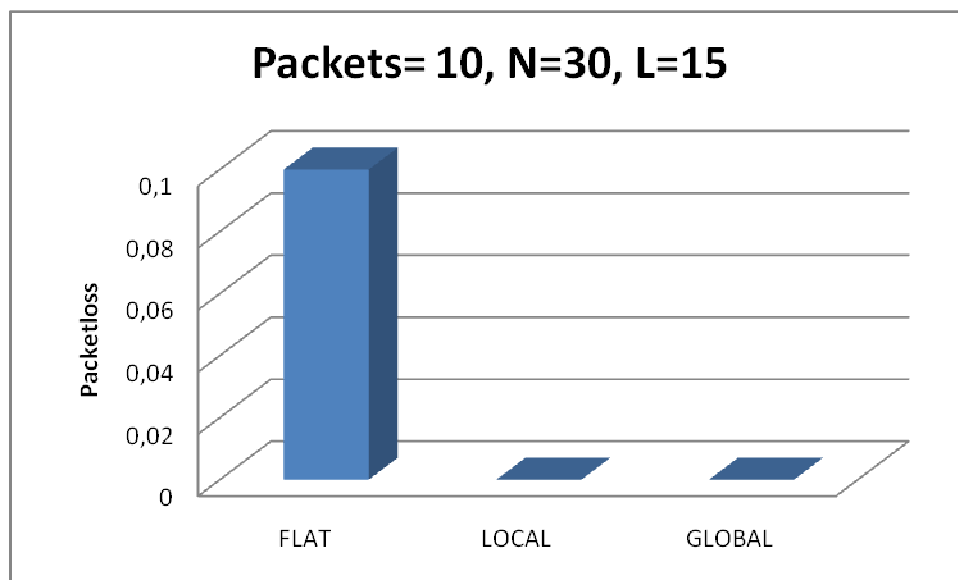
| | N=20 | | | L=15 | |
|---------|------------|--------|-------|-------|-------|
| | PACKETLOSS | | | | |
| PACKETS | 10 | 20 | 30 | 50 | 60 |
| FLAT | 0,1 | 0,05 | 0,03 | 0,025 | 0,032 |
| LOCAL | 0 | 0,016 | 0,03 | 0 | 0,016 |
| GLOBAL | 0 | 0,0125 | 0,016 | 0 | 0,016 |

| | N=30 | | | L=15 | |
|---------|------------|-------|-------|------|-------|
| | PACKETLOSS | | | | |
| PACKETS | 10 | 20 | 30 | 50 | 60 |
| FLAT | 0,1 | 0,05 | 0,033 | 0,06 | 0,016 |
| LOCAL | 0 | 0,024 | 0,02 | 0 | 0,016 |
| GLOBAL | 0 | 0 | 0,011 | 0 | 0,016 |

Μετάδοση δέκα πακέτων δεδομένων σε δίκτυα είκοσι και τριάντα κόμβων αντίστοιχα:



Διάγραμμα 1: Απώλειες Πακέτων για 10 Πακέτα, 20 κόμβους και διάσταση περιοχής L=15

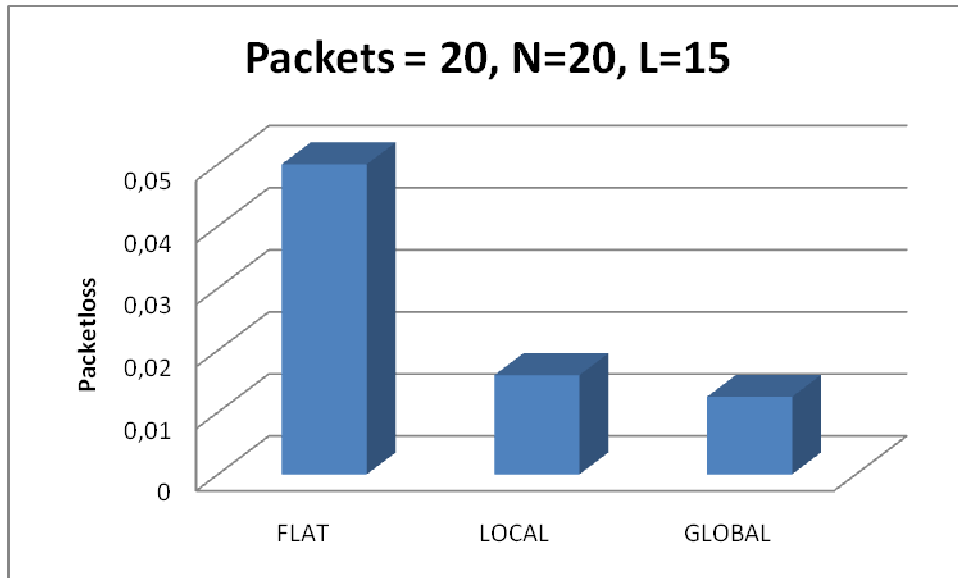


Διάγραμμα 2: Απώλειες Πακέτων για 10 Πακέτα, 30 κόμβους και διάσταση περιοχής L=15

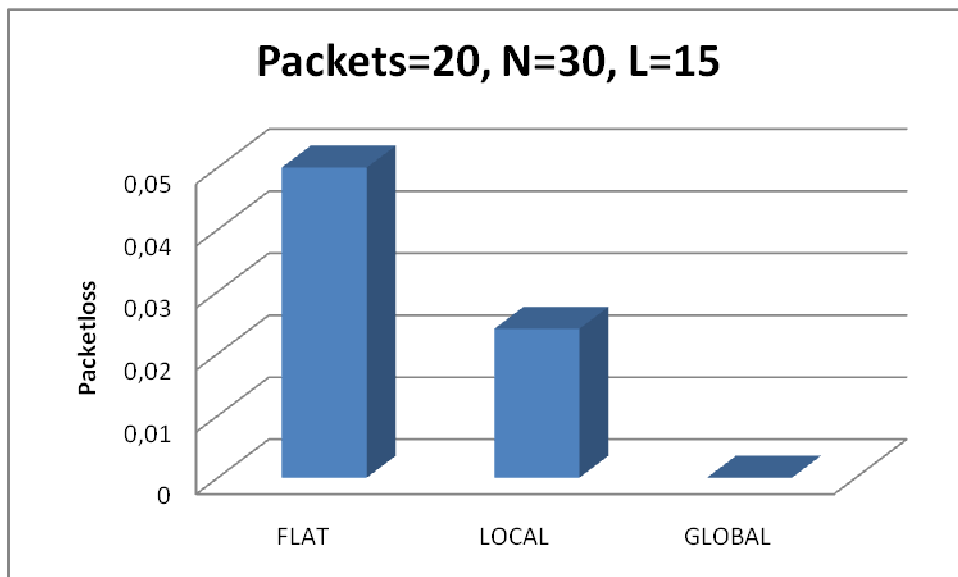
Παρατηρούμε ότι στο αρχικό μοντέλο χάνεται κατά μέσο όρο ένα πακέτο δεδομένων από τα δέκα που αποστέλλει η πηγή, ενώ στα προτεινόμενα μοντέλα παράκαμψης δεν παρατηρούνται απώλειες. Πιο συγκεκριμένα, τα πακέτα στην πρώτη

περίπτωση χάνονται εξαιτίας της καθυστέρησης ανάληψης της ζεύξης, δηλαδή μέχρι η πηγή να λάβει το πακέτο RREP με τη νέα διαδρομή. Η ανάληψη της ζεύξης στο Local και το Global μοντέλο είναι τόσο άμεση, που δεν επηρεάζει την επιτυχή μετάδοση των πακέτων. Η τοπολογία δε φαίνεται να επηρεάζει τις απώλειες πακέτων.

Συνεχίζουμε με τη μετάδοση είκοσι πακέτων δεδομένων σε δίκτυα είκοσι και τριάντα κόμβων αντίστοιχα:



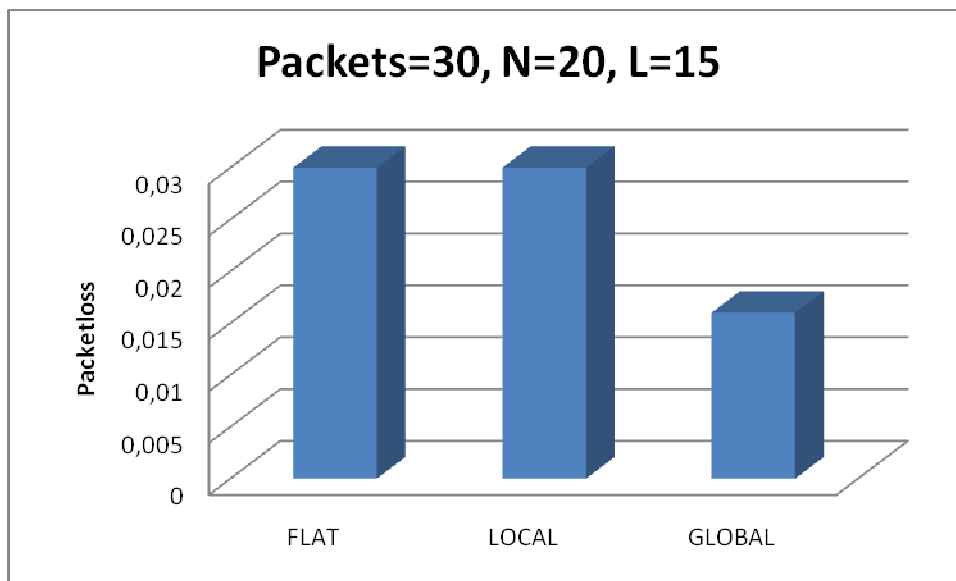
Διάγραμμα 3: Απώλειες Πακέτων για 20 Πακέτα, 20 κόμβους και διάσταση περιοχής L=15



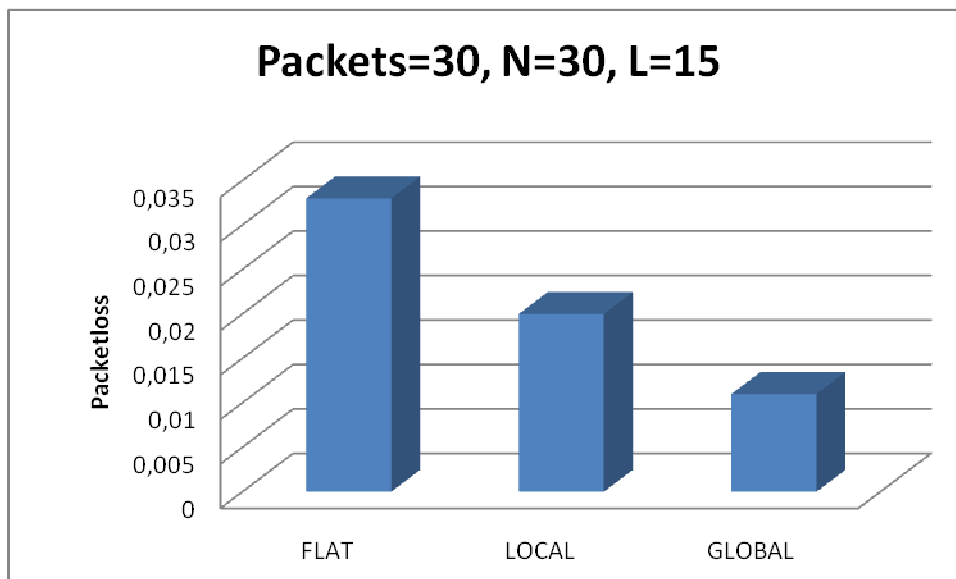
Διάγραμμα 4: Απώλειες Πακέτων για 20 Πακέτα, 30 κόμβους και διάσταση περιοχής L=15

Αυξάνοντας τα πακέτα στο δίκτυο, παρατηρούμε ότι εξακολουθεί να χάνεται ένα πακέτο στα είκοσι στο αρχικό μοντέλο μέχρι να βρεθεί νέα διαδρομή. Στο μοντέλο τοπικής και ολικής παράκαμψης το πακέτο που χάνεται κάποιες φορές οφείλεται σε σύγκρουση πακέτων σηματοδότησης και όχι σε σφάλμα διαδρομής. Και εδώ, η τοπολογία δε φαίνεται να επηρεάζει τις απώλειες πακέτων.

Στη συνέχεια παρατίθενται τα διαγράμματα που αφορούν στη μετάδοση τριάντα πακέτων δεδομένων σε δίκτυα είκοσι και τριάντα κόμβων αντίστοιχα:



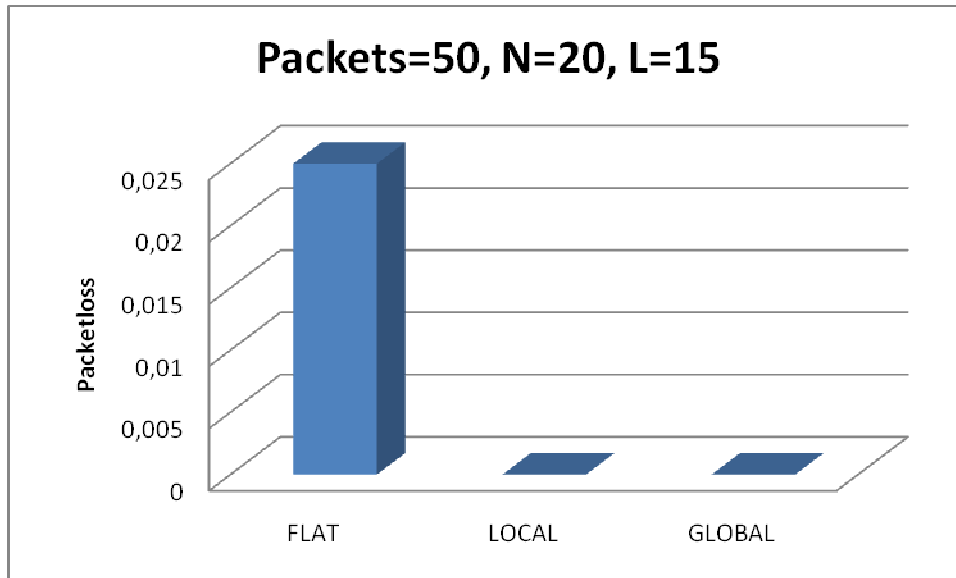
Διάγραμμα 5: Απώλειες Πακέτων για 30 Πακέτα, 20 κόμβους και διάσταση περιοχής L=15



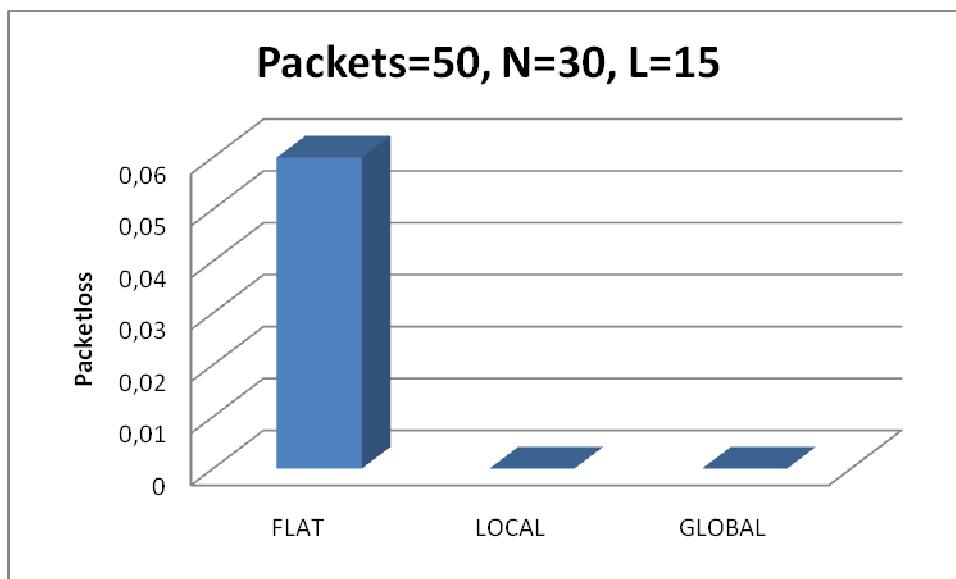
Διάγραμμα 6: Απώλειες Πακέτων για 30 Πακέτα, 30 κόμβους και διάσταση περιοχής L=15

Όπως και στην προηγούμενη περίπτωση, χάνεται ένα πακέτο στο Flat μοντέλο μέχρι να βρεθεί νέα διαδρομή, ενώ στα δύο άλλα μοντέλα, υπάρχουν κάποιες τυχαίες συγκρούσεις ανεξαρτήτως τοπολογίας, χωρίς όμως αυτές να αυξάνουν τις απώλειες σημαντικά.

Ακολουθούν τα διαγράμματα 7 και 8 για τη μετάδοση πενήντα πακέτων δεδομένων σε δίκτυα είκοσι και τριάντα κόμβων αντίστοιχα:



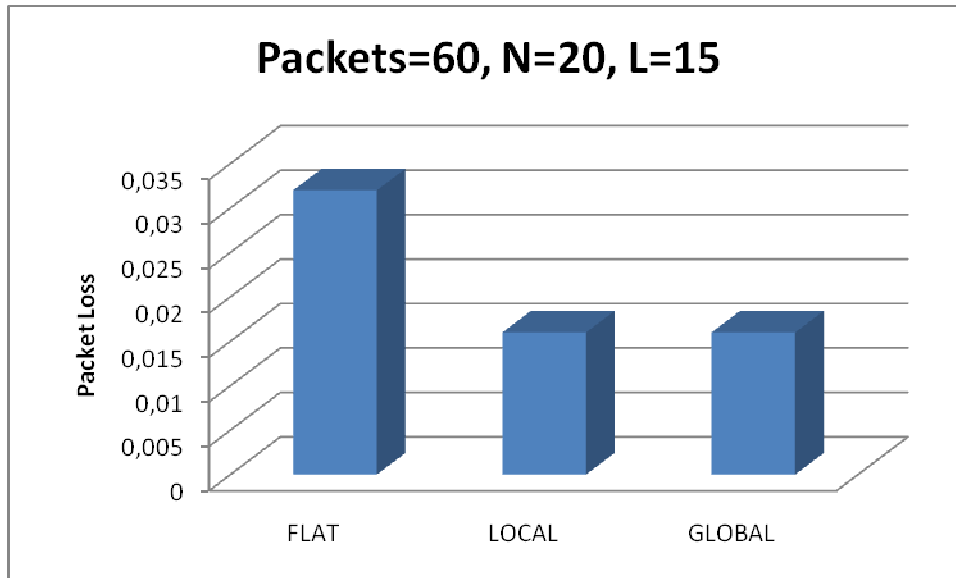
Διάγραμμα 7: Απώλειες Πακέτων για 50 πακέτα, 20 κόμβους και διάσταση περιοχής $L=15$



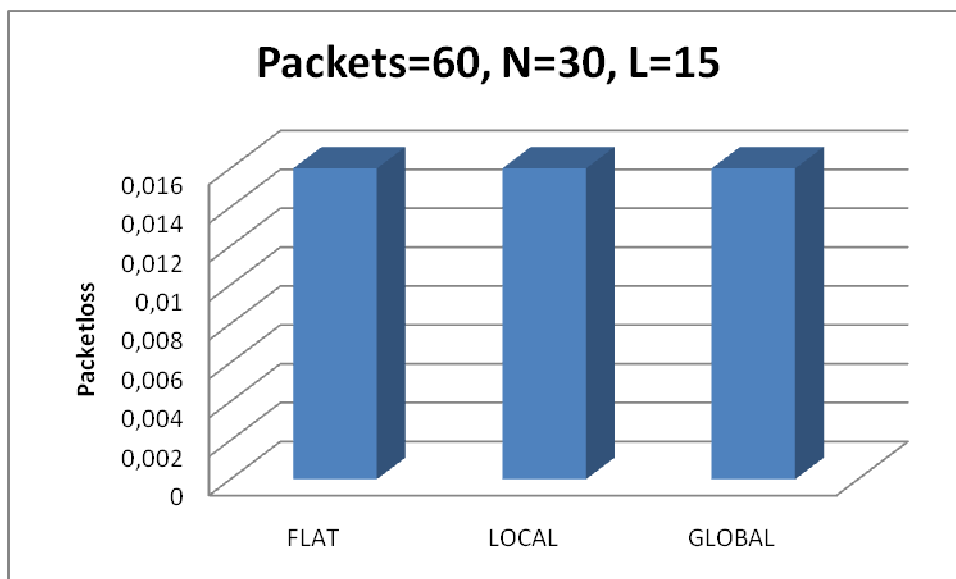
Διάγραμμα 8: Απώλειες Πακέτων για 50 Πακέτα, 30 κόμβους και διάσταση περιοχής $L=15$

Όσο και αν αυξηθούν τα πακέτα, αυτό που τελικά μεταβάλλεται είναι οι τυχαίες συγκρούσεις σε όλα τα μοντέλα. Όπως παρατηρούμε, στα δύο μοντέλα παράκαμψης που προτείνουμε, οι απώλειες είναι μικρότερες ανεξαρτήτως τοπολογίας δικτύου και αριθμού πακέτων προς μετάδοση.

Τέλος, παρατίθενται διαγράμματα αποτελεσμάτων για μετάδοση εξήντα πακέτων δεδομένων σε δίκτυα είκοσι και τριάντα κόμβων αντίστοιχα:

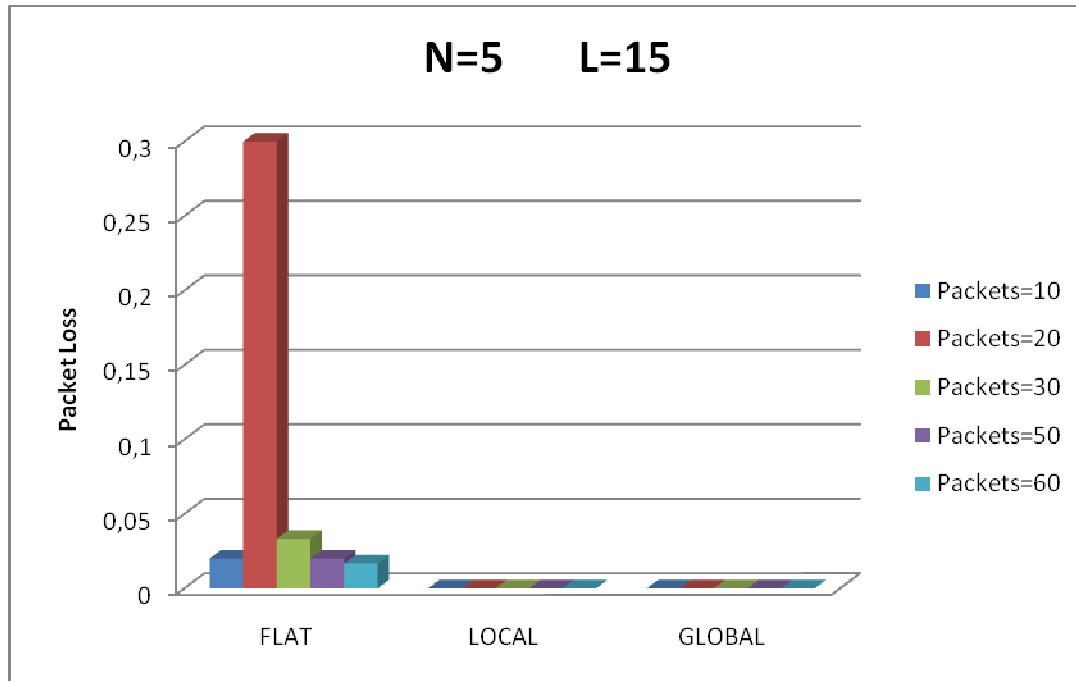


Διάγραμμα 9: Απώλειες Πακέτων για 60 Πακέτα, 20 κόμβους και διάσταση περιοχής L=15



Διάγραμμα 10: Απώλειες Πακέτων για 60 Πακέτα, 30 κόμβους και διάσταση περιοχής L=15

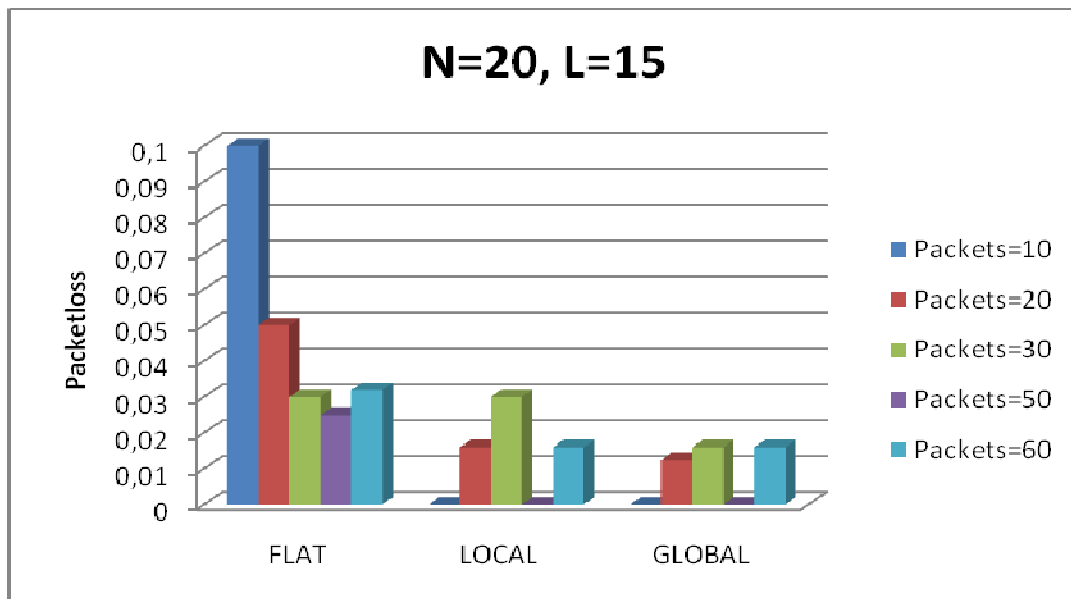
Στα διαγράμματα 9 και 10, που απεικονίζουν τις απώλειες κατά τη μετάδοση 60 πακέτων δεδομένων, παρατηρούμε και πάλι ότι στα προτεινόμενα μοντέλα οι απώλειες δεν είναι περισσότερες από το flat μοντέλο, και μάλιστα οι τυχαίες συγκρούσεις που παρατηρήθηκαν και στα τρία μοντέλα οφείλονταν σε συγκρούσεις που βρίσκονται μακριά από τον απασχολημένο κόμβο.



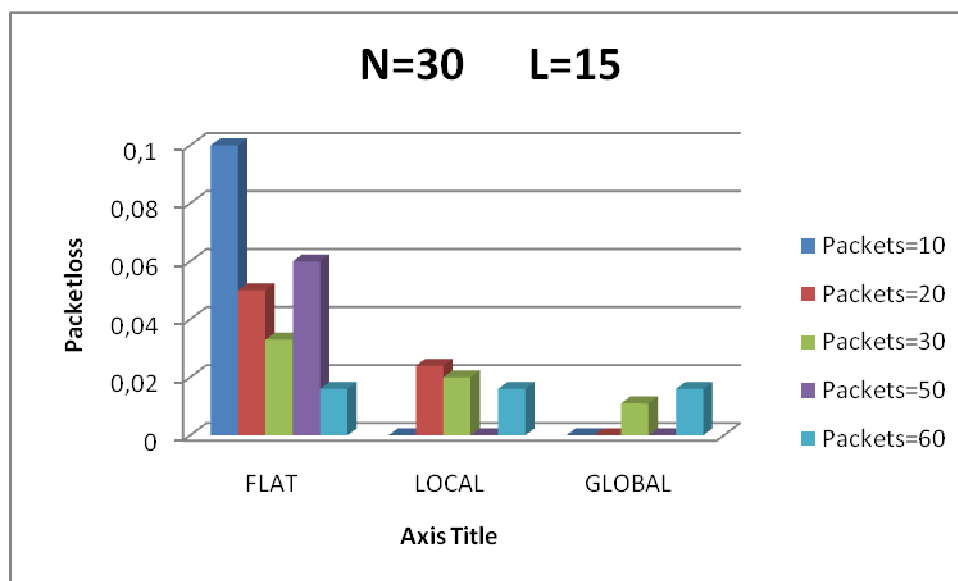
Διάγραμμα 11: Απώλειες Πακέτων για 5 κόμβους και διάσταση περιοχής L=15

Στο αρχικό δοκιμαστικό μας μοντέλο, με τους πέντε κόμβους, παρατηρήσαμε ότι δεν υπήρχαν απώλειες στα δύο προτεινόμενα μοντέλα μας, ενώ στο αρχικό υπήρχαν απώλειες μικρής τάξης.

Συγκεντρώνοντας τα παραπάνω αποτελέσματα για τις γενικευμένες τοπολογίες σε ένα διάγραμμα, γίνεται εμφανής η βελτίωση των απωλειών στα σχήματα παράκαμψης:



Διάγραμμα 12: Απώλειες Πακέτων για 20 κόμβους και διάσταση περιοχής L=15



Διάγραμμα 13: Απώλειες Πακέτων για δίκτυο 30 κόμβων και διάσταση περιοχής L=15

Από τα διαγράμματα 12 και 13, συμπεραίνουμε ότι δεν μπορούμε να συσχετίσουμε μονοσήμαντα την επιρροή της τοπολογίας ή του αριθμού πακέτων με τις απώλειες πακέτων δεδομένων. Ωστόσο, ο σκοπός μας επιτυγχάνεται, καθώς τα νέα μοντέλα επιτυγχάνουν μικρότερες απώλειες (εύρους 0 έως 4%) από το ήδη υπάρχον (εύρους 0-10%).

4.2 Καθυστέρηση Ανάνηψης

Οι τιμές που απεικονίζονται στους ακόλουθους πίνακες είναι μέσοι όροι 5 μετρήσεων. Υπολογίζουμε την καθυστέρηση ανάνηψης ως το χρόνο (σε seconds) που απαιτείται μέχρι να ξαναρχίσουν να μεταδίδονται τα δεδομένα της ροής. Στο flat μοντέλο η νέα διαδρομή πρέπει να υπολογιστεί από την αρχική πηγή, ενώ στα δύο προτεινόμενα μοντέλα η διαδρομή υπολογίζεται και χρησιμοποιείται από τον κόμβο που αντλήθηκε το σφάλμα της ζεύξης.

Παρακάτω παρατίθενται δύο πίνακες, ένας για κάθε τοπολογία, με τις τιμές της καθυστέρησης για τις διαφορετικές τιμές πακέτων που αποστέλλει η πηγή, και στη συνέχεια ακολουθούν τα διαγράμματα για κάθε προσομοίωση ξεχωριστά.

| | N=20 | | | L=15 | |
|---------|----------------------|----------|----------|----------|----------|
| | RECOVERY DELAY (sec) | | | | |
| PACKETS | 10 | 20 | 30 | 50 | 60 |
| FLAT | 0,0142 | 0,050823 | 0,04068 | 0,030182 | 0,041602 |
| LOCAL | 0,000924 | 0,000924 | 0,000924 | 0,000924 | 0,000924 |
| GLOBAL | 0,001324 | 0,001324 | 0,001324 | 0,001324 | 0,001324 |

| | N=30 | | | L=15 | |
|---------|----------------------|----------|----------|----------|----------|
| | RECOVERY DELAY (sec) | | | | |
| PACKETS | 10 | 20 | 30 | 50 | 60 |
| FLAT | 0,012667 | 0,01948 | 0,017 | 0,046 | 0,0373 |
| LOCAL | 0,000924 | 0,000924 | 0,000924 | 0,000924 | 0,000924 |
| GLOBAL | 0,001324 | 0,001324 | 0,001324 | 0,001324 | 0,001324 |

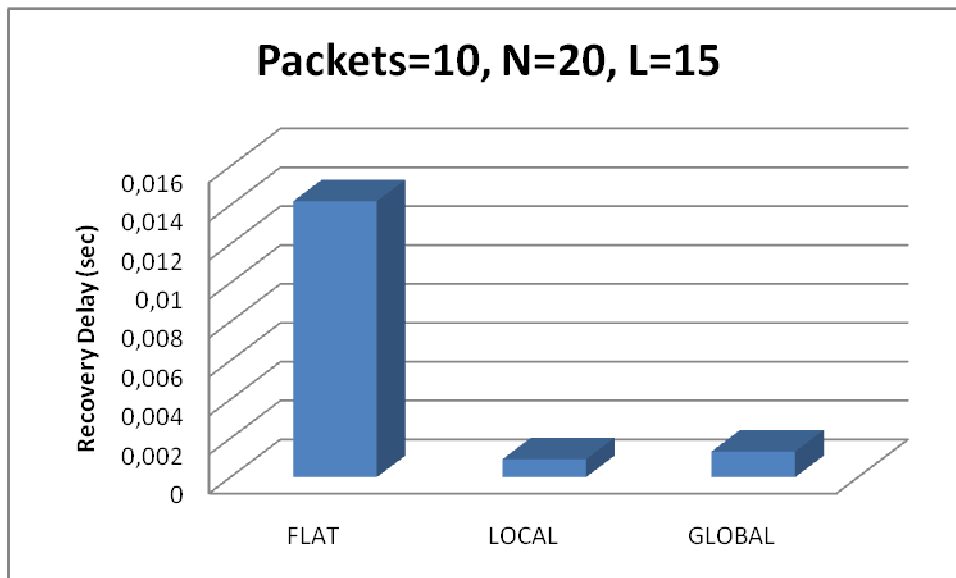
Όπως παρατηρούμε στους πίνακες, η καθυστέρηση στο local μοντέλο είναι πάντα σταθερή και ίση με 0.000924 sec καθώς υπολογίζεται από τον τύπο:

$$T_D = T_{\text{timeout_crts}} + T_d$$

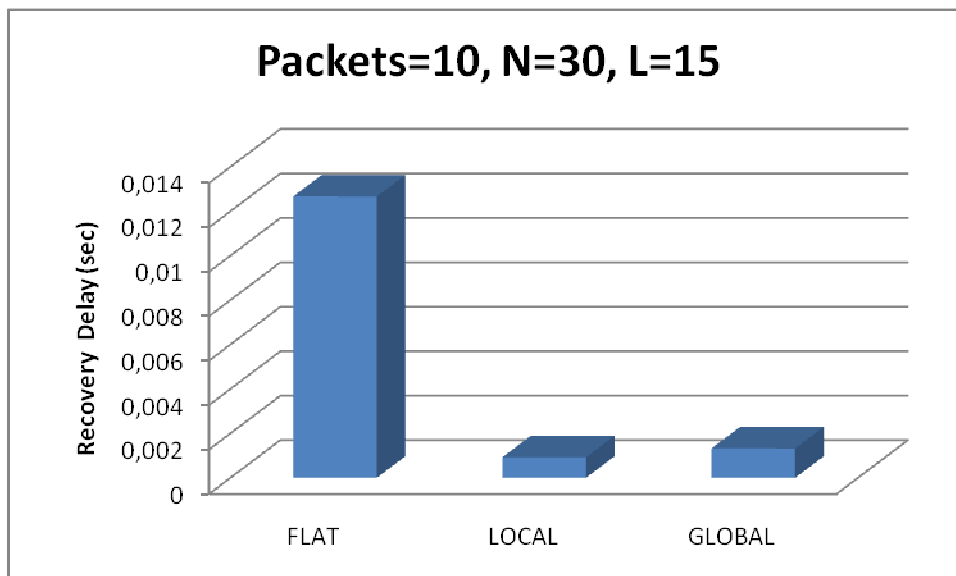
Η καθυστέρηση στο global υπολογίζεται ίση με 0.00134 sec από τον ίδιο τύπο, καθώς η σταθερά T_d είναι ελαφρώς μεγαλύτερη επειδή η αναζήτηση στη MAC cache γίνεται επαναληπτικά για αρκετούς κόμβους. Η αντίστοιχη καθυστέρηση στο DSR είναι:

$$T_D = \sum_{i=1}^{\max_retries} T_{\text{timeout_rts}}(i) + T_{\text{rerr}} + \sum_{i=1}^{\text{retries_needed}} T_{\text{timeout_rreq}}(i) + T_{\text{rrep}}$$

Ακολουθούν δύο διαγράμματα που απεικονίζουν την καθυστέρηση ανάνηψης της ζεύξης στα τρία μοντέλα κατά τη μετάδοση δέκα πακέτων δεδομένων σε δίκτυα είκοσι και τριάντα κόμβων αντίστοιχα:



Διάγραμμα 14: Καθυστέρηση Ανάνηψης για 10 Πακέτα, 20 κόμβους

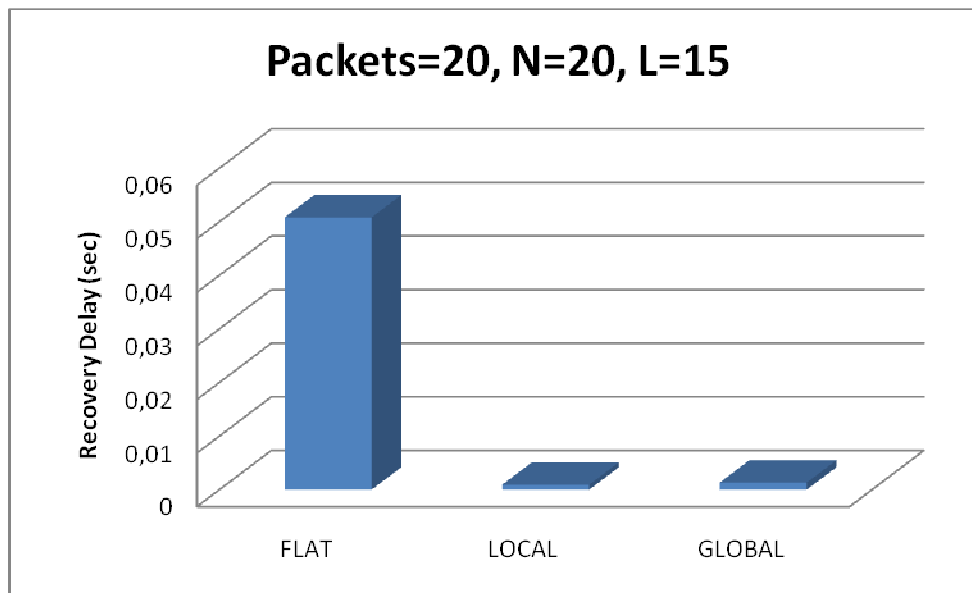


Διάγραμμα 15: Καθυστέρηση Ανάνηψης για 10 Πακέτα, 30 κόμβους

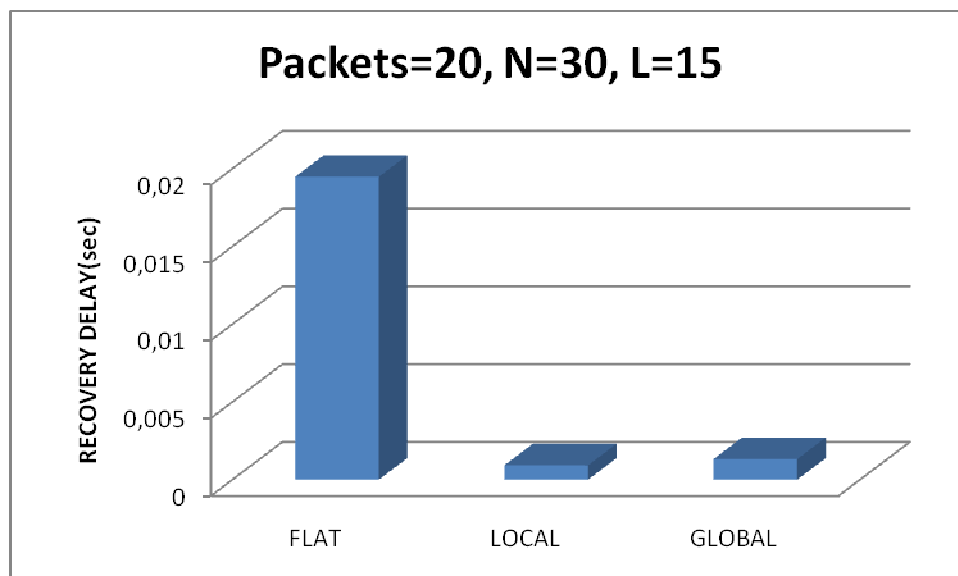
Εδώ πρέπει να σημειώσουμε ότι επειδή η καθυστέρηση ανάνηψης επηρεάζεται από το μήκος της διαδρομής, η αρχική διαδρομή είχε πάντα το ίδιο

μήκος. Είναι εμφανής η βελτίωση της καθυστέρησης ανάνηψης της ζεύξης στα δύο μοντέλα που προτείνουμε. Επίσης παρατηρούμε μία μικρή βελτίωση στο flat μοντέλο όταν η τοπολογία γίνεται πιο πυκνή. Αυτό δικαιολογείται καθώς το DSR βρίσκει πιο γρήγορα εναλλακτική διαδρομή.

Στη συνέχεια, αυξάνουμε τον αριθμό των πακέτων που μεταδίδονται σε είκοσι πακέτα δεδομένων σε δίκτυα είκοσι και τριάντα κόμβων αντίστοιχα:



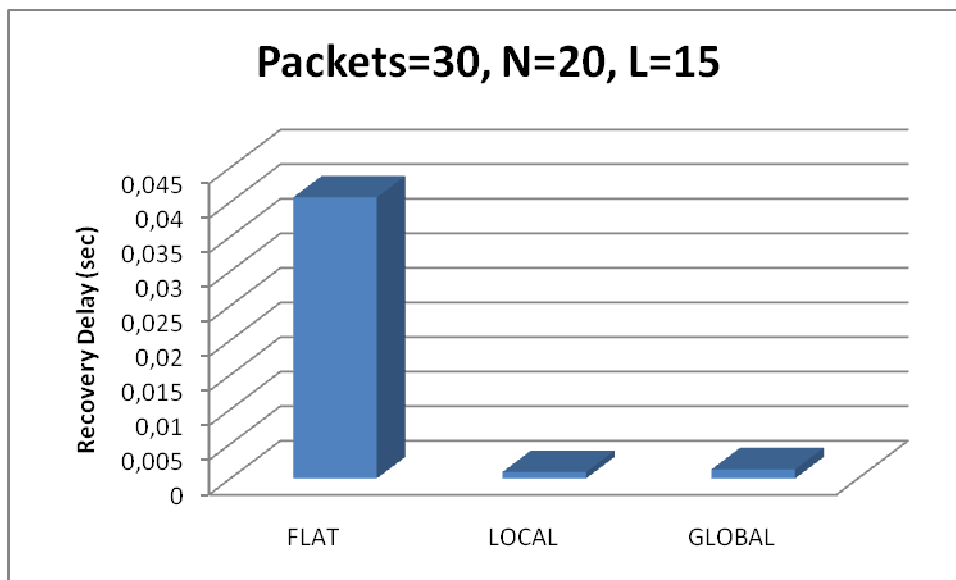
Διάγραμμα 16: Καθυστέρηση Ανάνηψης για 20 Πακέτα, 20 κόμβους



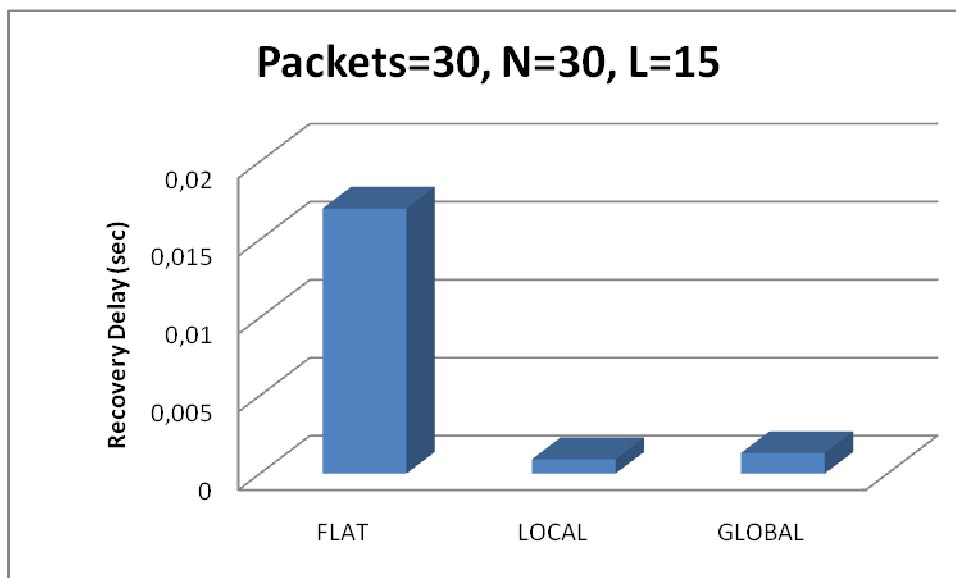
Διάγραμμα 17: Καθυστέρηση Ανάνηψης για 20 Πακέτα, 30 κόμβους

Παρατηρούμε και πάλι ότι η πυκνότερη τοπολογία μειώνει την καθυστέρηση ανάληψης μιας ζεύξης, αλλά και εδώ υπερέχουν τα local και global μοντέλα ως προς την καθυστέρηση.

Ακολουθως, στα διαγράμματα 18 και 19 έχουμε μετάδοση τριάντα πακέτων δεδομένων σε δίκτυα είκοσι και τριάντα κόμβων αντίστοιχα:



Διάγραμμα 18: Καθυστέρηση Ανάληψης για 30 Πακέτα, 20 κόμβους

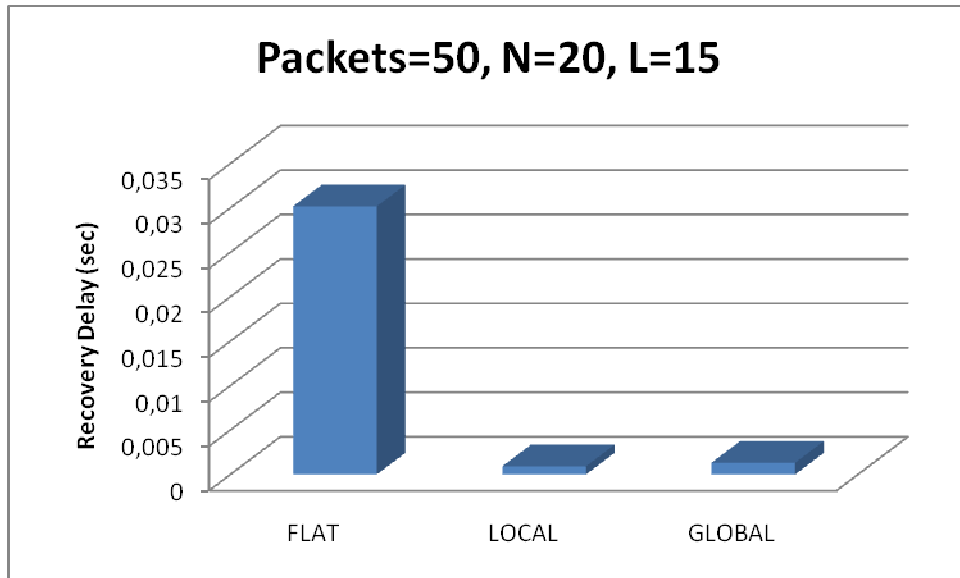


Διάγραμμα 19: Καθυστέρηση Ανάληψης για 30 Πακέτα, 30 κόμβους

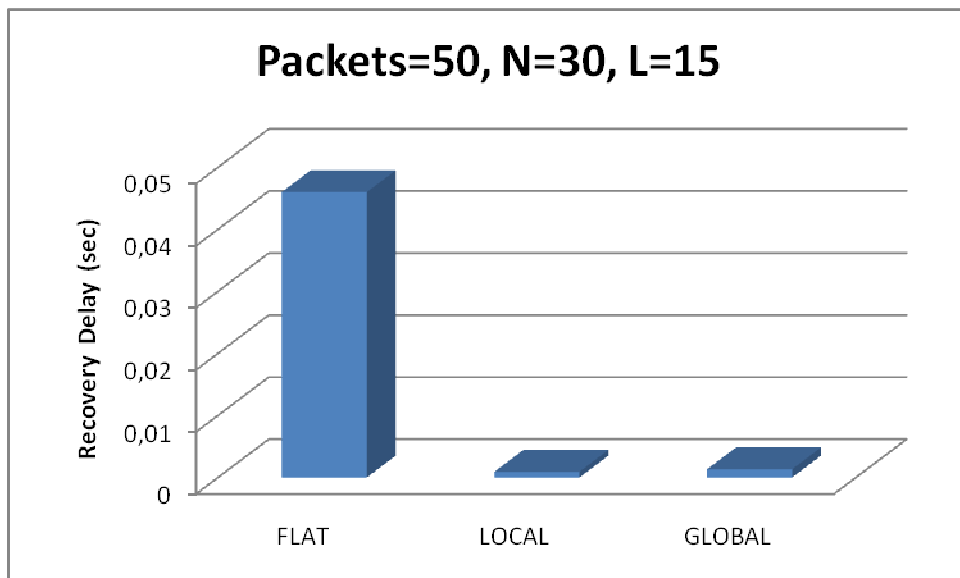
Όπως και στα προηγούμενα διαγράμματα, παρατηρούμε ότι η αύξηση των πακέτων δεν επιφέρει καμία αλλαγή στην τιμή της καθυστέρησης ανάληψης, σε

αντίθεση με την τοπολογία η οποία μειώνει την καθυστέρηση στο πρώτο μοντέλο όσο πιο πυκνή είναι.

Για την περίπτωση μετάδοσης πενήντα πακέτων δεδομένων σε δίκτυα είκοσι και τριάντα κόμβων αντίστοιχα:



Διάγραμμα 20: Καθυστέρηση Ανάνηψης για 50 Πακέτα, 20 κόμβους

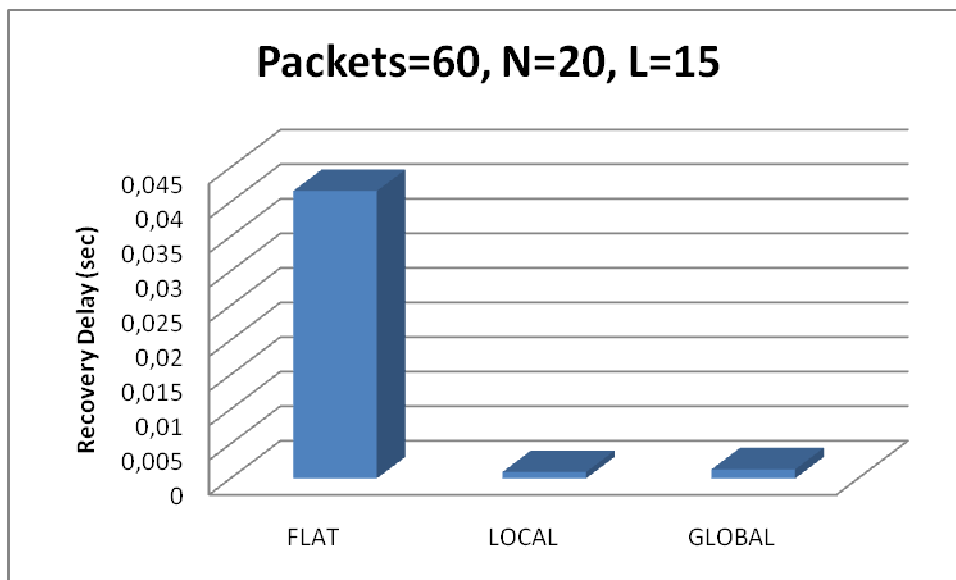


Διάγραμμα 21: Καθυστέρηση Ανάνηψης για 50 Πακέτα, 30 κόμβους

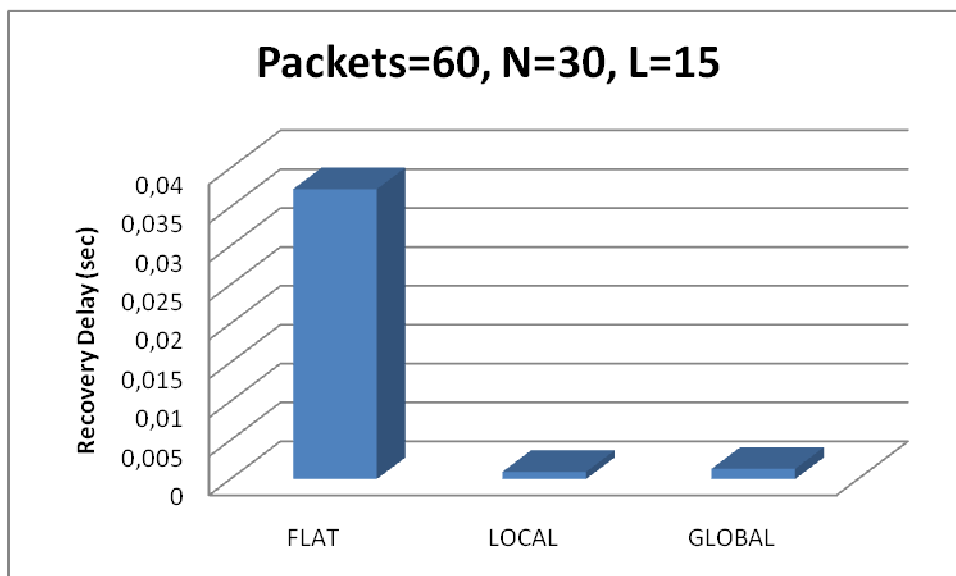
Παρατηρούμε ότι η καθυστέρηση και στα δύο δίκτυα στο flat μοντέλο είναι περίπου η ίδια, το οποίο οφείλεται σε σύγκρουση κάποιου πακέτου σηματοδοσίας για το πακέτο RREP ή κάποιου πακέτου RREQ. Στα δύο νέα μοντέλα η καθυστέρηση δεν

επηρεάζεται από συγκρούσεις, καθώς απαιτούνται ελάχιστα πακέτα σηματοδοσίας (CRTS-CTS) για την εύρεση νέας διαδρομής.

Τέλος στα διαγράμματα 22 και 23 απεικονίζεται η καθυστέρηση ανάνηψης κατά τη μετάδοση εξήντα πακέτων δεδομένων σε δίκτυα είκοσι και τριάντα κόμβων αντίστοιχα:



Διάγραμμα 22: Καθυστέρηση Ανάνηψης για 60 Πακέτα, 20 κόμβους

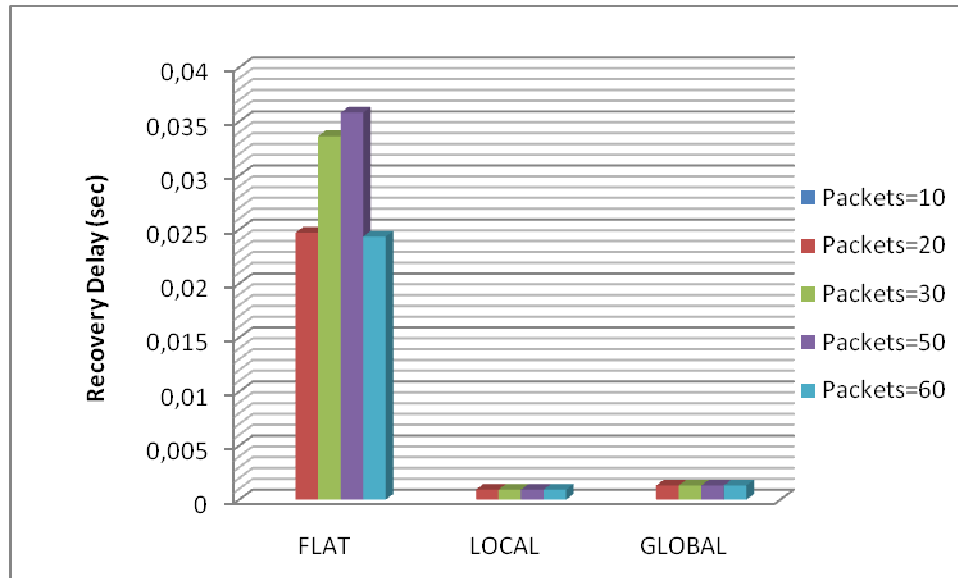


Διάγραμμα 23: Καθυστέρηση Ανάνηψης για 60 Πακέτα, 30 κόμβους

Όπως παρατηρούμε, στο πιο πυκνό δίκτυο, η καθυστέρηση του flat μοντέλου είναι ελαφρώς μειωμένη, αλλά ακόμα και σε αυτήν την τοπολογία, τα δύο

προτεινόμενα μοντέλα έχουν καθυστέρηση μικρότερη κατά τρεις τάξεις μεγέθους σε σχέση με το flat μοντέλο χωρίς μηχανισμό ανάνηψης.

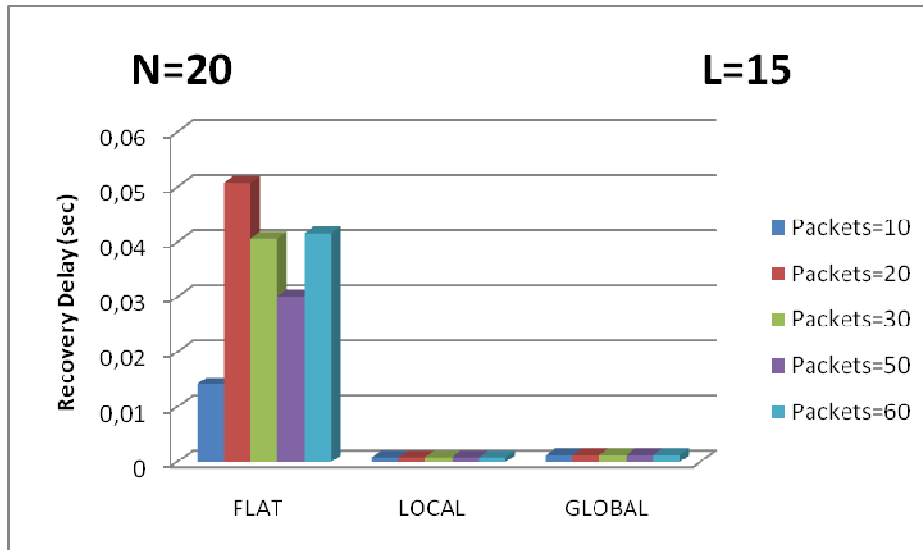
Για αντιπαράθεση των αποτελεσμάτων που είδαμε παραπάνω, δίνεται η καθυστέρηση ανάνηψης σε ένα δίκτυο με πέντε κόμβους:



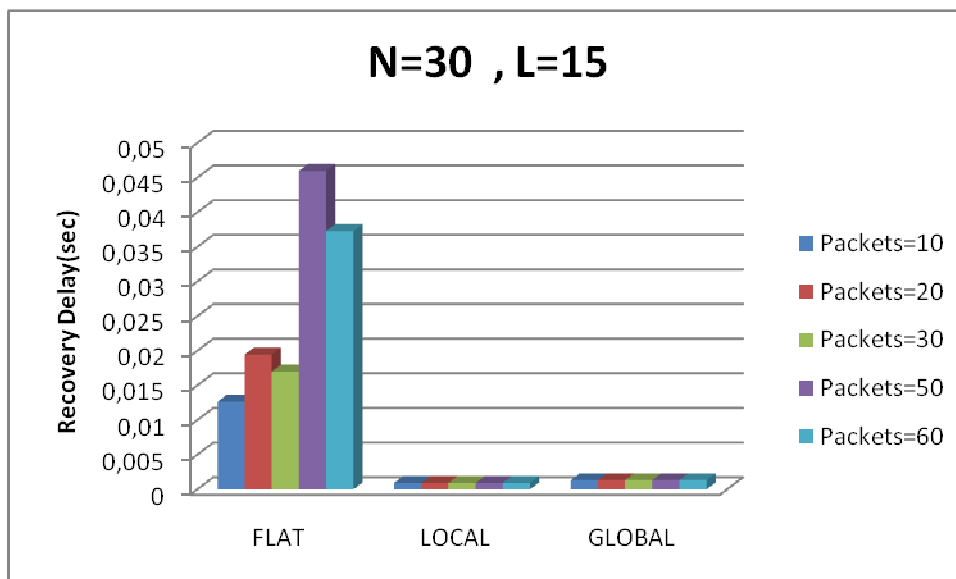
Διάγραμμα 24: Καθυστέρηση Ανάνηψης για 5 κόμβους

Τα παραπάνω αποτελέσματα ήταν αναμενόμενα, καθώς στη δοκιμαστική τοπολογία πέντε κόμβων είχε προκύψει μία διαφορά τάξης τριών μεγεθών στην καθυστέρηση ανάμεσα στα προτεινόμενα μοντέλα και στο flat.

Παρακάτω συνοψίζονται σε δύο διαγράμματα οι μετρήσεις που πήραμε για τις δύο τοπολογίες και το διαφορετικό αριθμό πακέτων σε κάθε προσομοίωση.



Διάγραμμα 25: Καθυστέρηση Ανάνηψης για 20 κόμβους



Διάγραμμα 26: Καθυστέρηση Ανάνηψης για 30 κόμβους

Συνοψίζοντας τα παραπάνω αποτελέσματα, συμπεραίνουμε ότι ανεξάρτητα από την πυκνότητα της τοπολογίας και τον αριθμό των πακέτων που αποστέλλονται, το local και το global μοντέλο υπερέχουν ως προς την καθυστέρηση ανάνηψης μιας ζεύξης σε σχέση με το flat. Ανάμεσα στα δύο νέα μοντέλα, το Local υπερέχει ως προς το Global γιατί ανακάμπει ελαφρώς πιο γρήγορα.

Κεφάλαιο 5

Συμπεράσματα – Μελλοντική Δουλειά

Στα πλαίσια της παρούσας διπλωματικής, μελετήσαμε το πρόβλημα της καθυστέρησης που προκύπτει σε μια διαδρομή όταν μια από τις ζεύξεις βγαίνει εκτός λειτουργίας. Προτείνουμε δύο μοντέλα παράκαμψης του προβλήματος, ένα τοπικό και ένα ολικό, τα οποία μειώνουν τόσο τις απώλειες πακέτων όσο και την καθυστέρηση ανάνηψης από την αστοχία της ζεύξης.

Στο μοντέλο τοπικής παράκαμψης η διαδρομή υπολογίζεται στο MAC επίπεδο του κόμβου που εντοπίζει το σφάλμα της ζεύξης. Διατηρούμε όλη τη διαδρομή όπως είχε υπολογιστεί από το DSR, αφαιρώντας τον απασχολημένο κόμβο, και προσθέτοντας μία παράκαμψη γύρω του. Δημιουργήσαμε ένα καινούριο είδος πακέτου, το CRTS, το οποίο ζητάει από γείτονες κόμβους να ελέγξουν αν στους πίνακές τους υπάρχει ο κόμβος που θα έπρεπε να λάβει τα πακέτα δεδομένων μετά τον απασχολημένο. Έπομένως, το δίκτυο δεν επιβαρύνεται με εκπομπή μηνυμάτων RREQ και RREP, ενώ παράλληλα η μετάδοση δεδομένων συνεχίζει από το σημείο που εντοπίστηκε το σφάλμα. Για την εγκαθίδρυση νέας διαδρομής, απαιτούνται μόνο κάποια μηνύματα CTS και ένα CRTS. Στο μοντέλο αυτό, όπως διαπιστώσαμε και στο προηγούμενο κεφάλαιο, η καθυστέρηση ανάνηψης της ζεύξης είναι μειωμένη κατά τρεις τάξεις μεγέθους, ενώ ταυτόχρονα οι απώλειες πακέτων είναι πάντα μειωμένες συγκριτικά με το αρχικό μοντέλο χωρίς μηχανισμό παράκαμψης.

Στο μοντέλο ολικής παράκαμψης, η διαδρομή υπολογίζεται στο MAC επίπεδο του κόμβου που εντοπίζει το σφάλμα της ζεύξης, ωστόσο αναζητάται νέα διαδρομή από τον κόμβο που ανακάλυψε το σφάλμα μέχρι τον τελικό προορισμό. Χρησιμοποιείται και εδώ το νέο πακέτο CRTS και η νέα διαδρομή υπολογίζεται με τον ίδιο αλγόριθμο, αναζητώντας όμως στη λανθάνουσα μνήμη των κόμβων καταχώρηση με τον τελικό προορισμό. Δηλαδή δεν υπολογίζεται από το μηδέν νέα διαδρομή, αλλά αν υπάρχει ήδη διαθέσιμη χρησιμοποιείται. Η καθυστέρηση ανάνηψης της ζεύξης είναι ελαφρώς αυξημένη σε σχέση με το τοπικό μοντέλο, αλλά εξακολουθεί να είναι τρεις τάξεις μεγέθους μικρότερη από αυτήν του αρχικού

μοντέλου. Οι απώλειες πακέτων δεδομένων είναι μειωμένες συγκριτικά με το αρχικό μοντέλο χωρίς μηχανισμό παράκαμψης.

Τα μοντέλα παράκαμψης που προτάθηκαν κλιμακώνονται σε μεγαλύτερες τοπολογίες, καθώς παρατηρήσαμε ότι σε πιο πυκνές τοπολογίες, εξακολουθούν να δουλεύουν εξίσου αποδοτικά και με το ελάχιστο κόστος.

Κατά τη διάρκεια της εκπόνησης της παρούσας διπλωματικής, προέκυψαν παραλλαγές του προβλήματος που μελετήσαμε, αλλά παρέμειναν ανοιχτές για μελλοντική εργασία και επέκταση της διπλωματικής. Πιο συγκεκριμένα προτείνουμε:

- Επιλογή κριτηρίου για την εύρεση διαδρομής. Στα δύο νέα σχήματα, χρησιμοποιήσαμε ως κριτήριο επιλογής διαδρομής τα πιο λίγα απαιτούμενα βήματα μέχρι τον τελικό προορισμό. Αν το δίκτυο χρειάζεται άλλο κριτήριο, όπως για παράδειγμα τη διαδρομή με τη μικρότερη συμφόρηση ή τη μικρότερη καθυστέρηση, τότε αυτό μπορεί πολύ εύκολα να διαφοροποιηθεί ώστε να ικανοποιηθούν οι απαιτήσεις του δικτύου.
- Χρήση των μοντέλων παράκαμψης διαδοχικά σε ένα δίκτυο. Κατά τη διάρκεια των προσομοιώσεων παρατηρήσαμε ότι αν εφαρμόζονταν τα δύο μοντέλα παράκαμψης στο ίδιο δίκτυο διαδοχικά, δηλαδή χρησιμοποίηση της ολικής παράκαμψης στην περίπτωση αποτυχίας εύρεσης διαδρομής από το τοπικό μοντέλο, τότε οι απώλειες σχεδόν μηδενίζονταν. Ωστόσο στην παρούσα εργασία οι προσομοιώσεις προϋποθέτουν εύρεση διαδρομής σε όλα τα μοντέλα.
- Επέκταση της μελέτης στην περίπτωση κινητών κόμβων. Λόγω κινητικότητας, αναμένονται περισσότερες καταστροφές ζεύξεων και συνεπώς το μοντέλο παράκαμψης είναι ακόμα πιο χρήσιμο καθώς το DSR θα καθυστερεί ακόμα περισσότερο, πλημμυρίζοντας το δίκτυο πολύ συχνά με πακέτα λανθασμένης διαδρομής και αναζήτησης νέας έγκυρης.
- Ενσωμάτωση δυνατοτήτων χρονοπρογραμματισμού (scheduling) στο contention-based σχήμα 802.11 DCF το οποίο βασίζεται σε ανταγωνισμό. Αν αλλάξει η σειρά μετάδοσης πακέτων στην ουρά του κόμβου που έστειλε το CRTS πακέτο, τότε θα μπορούσαν να φύγουν πρώτα όσα έχουν προορισμό

τον κόμβο που απάντησε με CTS και στη συνέχεια να προωθηθούν τα πακέτα που αρχικά προηγούνταν. Με αυτόν τον τρόπο, προηγούνται τα υπόλοιπα πακέτα της ουράς που είχαν καθυστερήσει εξαιτίας της συμφόρησης, και έπειτα προωθούνται τα πακέτα της πηγής που θα διέρχονταν από τον απασχολημένο κόμβο, μέσω της νέας διαδρομής.

ΒΙΒΛΙΟΓΡΑΦΙΑ

- [1] IEEE, “Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications”, IEEE Standard 802.11, 1999.
- [2] IEEE, “Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications: Medium Access Control (MAC) Quality of Service Enhancements”, IEEE Standard 802.11e, 2005.
- [3] S. Keshav, An Engineering Approach to Computer Networking: ATM Networks, the Internet, and the Telephone Network, Chapter 11, *Addision Welsey*, May 1997.
- [4] C. E. Perkins and P. Bhagwat, “Highly Dynamic Destination-Sequenced Distance-Vector Routing (DSDV) for Mobile Computers”, *ACM Comp. Commun. Rev.*, Vol. 24, No. 4, pp. 234-244, October 1994.
- [5] S. Murthy and J. J. Garcia-Luna-Aceves, “An Efficient Routing Protocol for Wireless Networks”, *ACM Mobile Networks and Communications*, Special Issue on Routing in Mobile Communication Networks, Vol. 1, No. 2, pp. 183-197, October 1996.
- [6] C. E. Perkins and E. M. Royer, “Ad Hoc On-Demand Distance Vector Routing”, *Proc. of the 2nd IEEE Workshop on Mobile Computer Systems and Applications (WMCSA)*, pp. 90-100, February 1999.
- [7] D. B. Johnson and D. A. Maltz, “Dynamic Source Routing in Ad-Hoc Wireless Networks”, *Mobile Computing*, T. Imielinski and H. Korth, Eds., Kluwer Academic Publishers, pp. 153-181, 1996.
- [8] V. D. Park and M. S. Corson, “A Highly Adaptive Distributed Routing Algorithm for Mobile Wireless Networks”, *Proc. of 16th Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies (INFOCOM)*, Vol. 3, pp. 1405-1413, April 1997.
- [9] C-K. Toh, “A Novel Distributed Routing Protocol to Support Ad-Hoc Mobile Computing”, *Wireless Personal Communications: An International Journal*, Vol. 22, No. 3, pp. 359 - 385, September 2002.

- [10] R. Dube, C. D. Rais, W. Kuang-Yeh and K. Tripathi, "Signal Stability based Adaptive Routing (SSA) for Ad-Hoc Mobile Networks", *IEEE Personal Communications*, Vol. 4, No. 1, pp. 36-45, February 1997.
- [11] C.-C. Chiang and M. Gerla, "Routing and Multicast in Multihop, Mobile Wireless Networks", *Proc. of 6th IEEE International Conference on Universal Personal Communications (ICUPC)*, pp. 546-551, October 1997.
- [12] G. Pei, M. Gerla, X. Hong and C.-C. Chiang, "A Wireless Hierarchical Routing Protocol with Group Mobility", *Proc. of IEEE Wireless Communications and Networking Conference (WCNC)*, Vol. 3, pp. 1538-1542, September 1999.
- [13] Z. J. Haas and M. R. Pearlman, "The Performance of Query Control Schemes for the Zone Routing Protocol", *ACM/IEEE Trans. Netw.*, Vol. 9, No. 4, pp. 427-438, August 2001.
- [14] G. Pei, M. Gerla and X. Hong, "LANMAR: Landmark Routing for Large Scale Wireless Ad Hoc Networks with Group Mobility", *Proc. of 1st IEEE Workshop on Mobile and Ad Hoc Networking and Computing (MobiHoC)*, pp. 11-18, August 2000.
- [15] M. Gerla, X. Hong, and G. Pei, "Landmark Routing for Large Ad Hoc Wireless Networks", *Proc. of IEEE Global Communications Conference (GLOBECOM)*, Vol. 3, pp. 1702-1706, November 2000.
- [16] J. C. Navas and T. Imielinski, "GeoCast - Geographic Addressing and Routing", *Proc. of 3rd Annual ACM/IEEE International Conference on Mobile Computing and Networking*, pp. 66-76, September 1997.
- [17] Y.-B. Ko and N. H. Vaidya, "Location-aided Routing (LAR) in Mobile Ad Hoc Networks", *Wireless Networks*, Vol. 6, No. 4, pp. 307-321, July 2000.
- [18] S. Basagni, I. Chlamtac, V. R. Syrotiuk and B. A. Woodward, "A Distance Routing Effect Algorithm for Mobility (DREAM)", *Proc. of the 4th Annual International Conference on Mobile Computing and Networking (MobiCom)*, pp. 76-84, October 1998.
- [19] B. Karp and H. T. Kung, "GPSR: Greedy Perimeter Stateless Routing for Mobility Wireless Networks", *Proc. 6th Annual International Conference on Mobile Computing and Networking (MobiCom)*, pp. 243-254, August 2000.
- [20] S. Kumar, V. S. Raghavan, and J. Deng, "Medium Access Control Protocols for Ad Hoc Wireless Networks: A Survey", *Ad Hoc Networks*, Vol. 4, No. 3, pp. 326-358, May 2006.

- [21] P. Karn, "MACA – A New Channel Access Protocol for Packet Radio" *Proc. of ARRL/CRRL Amateur Radio Computer Networking Conference*, pp. 134-140, September 1990.
- [22] C. L. Fullmer and J. J. Garcia-Luna-Aceves, "Floor Acquisition Multiple Access (FAMA) for Packet-Radio Networks", *Proc. of the Conference on Applications, Technologies, Architectures, and Protocols for Computer Communication (SIGCOMM)*, pp. 262-273, August 1995.
- [23] S. Singh and C. S. Raghavendra, "PAMAS-Power Aware Multi-Access Protocol with Signaling for Ad Hoc Networks", *ACM Computer Communications*, Vol. 28, No. 3, pp. 5-26, July 1998.
- [24] E.-S. Jung and N. H. Vaidya, "An Energy Efficient MAC Protocol for Wireless LANs", *Proc. of 21st Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies (INFOCOM)*, pp. 1756-1764, June 2002.
- [25] E.-S. Jung and N. H. Vaidya, "A Power Control MAC Protocol for Ad Hoc Networks", *Proc. of 8th Annual International Conference on Mobile Computing and Networking (MobiCom)*, pp. 36-47, September 2002.
- [26] J. Monks, V. Bharghavan, and W. Hwu, "A Power Controlled Multiple Access Protocol for Wireless Packet Networks", *Proc. of 20th Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies (INFOCOM)*, pp. 219-228, April. 2001.
- [27] D. de O. Cunha, L. H. M. K. Costa, and O. C. M. B. Duarte, "Analyzing the Energy Consumption of IEEE 802.11 Ad Hoc Networks", *Proc. of IFIP/IEEE International Conference on Mobile and Wireless Communications Networks (MWCN)*, pp. 473-484, October 2004.
- [28] IEEE Standard for Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications, P802.11, November 1997.
- [29] T. S. Ho and K. C. Chen, "Performance Evaluation and Enhancement of the CSMA/CA MAC protocol for 802.11 Wireless LAN's", *Proc. of 7th Annual IEEE Personal, Indoor and Mobile Radio Communications (PIMRC)*, pp. 392-396, October 1996.
- [30] G. Bianchi, "Performance Analysis of the IEEE 802.11 Distributed Coordination Function", *IEEE Journal of Selected Areas in Communications (JSAC)*, Vol. 18, No. 3, pp. 535–547, March 2000.