



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

**Μελέτη και ανάλυση επίδοσης πρωτοκόλλων δρομολόγησης  
σε κινητά ad hoc δίκτυα με βάση ενεργειακά κριτήρια**

**ΔΙΠΛΩΜΑΤΙΚΗ ΕΡΓΑΣΙΑ**

Σπυρίδων Κ. Τραχανάς

**Επιβλέπων :** Ιάκωβος Στ. Βενιέρης  
Καθηγητής ΕΜΠ

Αθήνα, Μάιος 2011





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

**Μελέτη και ανάλυση επίδοσης πρωτοκόλλων δρομολόγησης  
σε κινητά ad hoc δίκτυα με βάση ενεργειακά κριτήρια**

**ΔΙΠΛΩΜΑΤΙΚΗ ΕΡΓΑΣΙΑ**

Σπυρίδων Κ. Τραχανάς

**Επιβλέπων :** Ιάκωβος Στ. Βενιέρης  
Καθηγητής ΕΜΠ

Εγκρίθηκε από την τριμελή εξεταστική επιτροπή την 9<sup>η</sup> Μαΐου 2011.

.....  
Ιάκωβος Στ. Βενιέρης  
Καθηγητής ΕΜΠ

.....  
Δ. Ι. Κακλαμάνη  
Επικ. Καθηγήτρια Ε.Μ.Π.

.....  
Ν. Ουζούνογλου  
Καθηγητής Ε.Μ.Π.

Αθήνα, Μάιος 2011

.....  
Σπυρίδων Κ. Τραχανάς

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

Copyright © Σπυρίδων Κ. Τραχανάς, 2011.

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 ασύρματα δίκτυα έχουν γνωρίσει αλματώδη ανάπτυξη τα τελευταία χρόνια. Τα κινητά ad hoc δίκτυα αποτελούνται από κινητές συσκευές όπως Laptop, PDA και κινητά τηλέφωνα, οι οποίες μπορούν να επικοινωνήσουν μεταξύ τους χωρίς την παρουσία κάποιου κεντρικού συντονιστή. Είναι αυτοοργανούμενα, αυτοελεγχόμενα και χωρίς σταθερή υποδομή. Τα ad hoc δίκτυα ικανοποιούν την ανάγκη για προσωρινή επικοινωνία και σχηματίζονται κατ' απαίτηση. Οι κόμβοι του δικτύου είναι υπεύθυνοι για την προώθηση των πακέτων, οπότε λειτουργούν και ως δρομολογητές.

Οι κινητές συσκευές λειτουργούν με μπαταρία. Επομένως η αποδοτική ενεργειακή κατανάλωση είναι ένας κρίσιμος παράγοντας, ιδιαίτερα για αυτού του τύπου τα δίκτυα, όπου οι κόμβοι έχουν αυξημένες αρμοδιότητες. Παρουσιάζονται μοντέλα κατανάλωσης ενέργειας και μελετάται αναλυτικά ο τρόπος λειτουργίας των πρωτοκόλλων δρομολόγησης για αυτά τα δίκτυα.

Μέσω του προγράμματος προσομοίωσης OPNET Modeler γίνεται προσομοίωση ενός ad hoc δικτύου και μετράται η μέση ενεργειακή κατανάλωση και η διάρκεια ζωής του δικτύου για τα πρωτόκολλα δρομολόγησης AODV, DSR, TORA και OLSR. Εκτελούνται διάφορα σενάρια μεταβάλλοντας τον αριθμό των κόμβων, το ρυθμό αποστολής πακέτων και την ταχύτητα με την οποία κινούνται οι κόμβοι. Με βάση τα αποτελέσματα των προσομοιώσεων εξάγονται συμπεράσματα για την επίδραση των παραπάνω παραμέτρων στην κατανάλωση ενέργειας για τα διάφορα πρωτόκολλα.

## Λέξεις – Κλειδιά

MANET, κινητά ad hoc δίκτυα, ασύρματα, αδόμητα, αυτοοργανούμενα, αυτορυθμιζόμενα, αυτοελεγχόμενα, ειδικού σκοπού δίκτυα, ενεργειακή κατανάλωση, μπαταρία, διάρκεια ζωής δικτύου, υπολειπόμενη ενέργεια, πρωτόκολλα δρομολόγησης, DSR, AODV, TORA, OLSR, OPNET Modeler



# **Abstract**

Wireless networks have experienced rapid growth in the last years. Mobile ad hoc networks consist of mobile devices such as laptops, PDAs and cell phones, which can communicate with no presence of central coordinator. They are self-organized, self-controlled and infrastructureless. The ad hoc networks satisfy the need for temporary communication and they are established on demand. Network nodes are responsible for forwarding the packets, so they act as routers as well.

Mobile devices are battery powered. That's why efficient energy consumption is a critical factor, especially in networks of this type, where nodes have high responsibilities. Energy models are presented and there is an analytic study of routing protocols for these networks.

Via OPNET Modeler simulation program, an ad hoc network is simulated and we count the average energy consumption and the lifetime of the network for AODV, DSR, TORA and OLSR routing protocols.

Various scenarios are executed by changing the number of nodes, the sending rate and the speed the nodes move. Based on the results of the simulations, we draw conclusions for the impact of the above parameters on energy consumption for the various protocols.

# **Keywords**

MANET, mobile ad hoc networks, wireless, infrastructureless, self-organized, self-configuring, self-controlled, special case networks, energy consumption, battery, network lifetime, remaining energy, routing protocols, DSR, AODV, TORA, OLSR, OPNET Modeler





# Ευχαριστίες

Θα ήθελα να ευχαριστήσω τον καθηγητή κ. Ιάκωβο Βενιέρη, που είχε την επίβλεψη της διπλωματικής μου εργασίας, για την ευκαιρία που μου έδωσε να ασχοληθώ με ένα τόσο ενδιαφέρον αντικείμενο.

Εκφράζω επίσης τις θερμές ευχαριστίες μου στον κ. Ευάγγελο Κοσμάτο, λέκτορα του Πανεπιστημίου Τρίπολης, για την άψογη συνεργασία που είχαμε κατά την εκπόνηση της παρούσας εργασίας.

Οφείλω ένα μεγάλο ευχαριστώ και στον κ. Νικόλαο Τσελίκα, λέκτορα του Πανεπιστημίου Τρίπολης, για τις συμβουλές και τη στήριξή του κατά τη διάρκεια των σπουδών μου.

Αισθάνομαι την ανάγκη να ευχαριστήσω θερμά και το νονό μου κ. Νικόλαο Καδιανάκη, αναπληρωτή καθηγητή της ΣΕΜΦΕ, για την καθοδήγηση και την αμέριστη συμπαράστασή του όλα αυτά τα χρόνια.

Τέλος, ένα μεγάλο ευχαριστώ στους γονείς μου που ήταν πάντα δίπλα μου.



# Περιεχόμενα

Περίληψη .....	5
Abstract.....	7
Ευχαριστίες.....	9
Περιεχόμενα.....	11
Κατάλογος Σχημάτων.....	13
Κατάλογος Πινάκων.....	15
1. Εισαγωγή	
1.1 Ορισμός – Ιδιότητες MANET.....	17
1.2 Εφαρμογές MANET.....	22
1.3 Ιστορική εξέλιξη των ad hoc δικτύων.....	24
2. Το πρότυπο IEEE 802.11	
2.1 Εισαγωγή.....	27
2.2 Αρχιτεκτονική του IEEE 802.11.....	28
2.3 Στοιβά πρωτοκόλλων του IEEE 802.11.....	29
2.3.1 Λειτουργία Κατανεμημένου Συντονισμού (Distributed Coordinator Function – DCF).....	31
2.3.1.1 Επίδραση της κινητικότητας στη Λειτουργία Κατανεμημένου Συντονισμού.....	35
3. Δρομολόγηση σε δίκτυα MANET	
3.1 Εισαγωγή.....	37
3.2 Πρωτόκολλα δρομολόγησης για ενσύρματα δίκτυα.....	40
3.2.1 Αλγόριθμοι κατάστασης ζεύξης.....	40
3.2.2 Αλγόριθμοι διανύσματος απόστασης.....	41
3.3 Ταξινόμηση πρωτοκόλλων δρομολόγησης.....	43
3.3.1 Πινακοδηγούμενα (Proactive ή Table-Driven) πρωτόκολλα.....	44
3.3.1.1 DSDV (Destination Sequenced Distance Vector).....	45
3.3.1.2 OLSR (Optimized Link State Routing).....	47
3.3.2 Οδηγούμενα από ζήτηση (Reactive / Demand Driven) Πρωτόκολλα.....	49
3.3.2.1 TORA (Temporally Ordered Routing Algorithm).....	50
3.3.2.2 AODV (Ad Hoc On-Demand Distance Vector).....	53
3.3.2.3 DSR (Dynamic Source Routing).....	58
3.3.2.4 Σύγκριση των πρωτοκόλλων DSR και AODV.....	60
3.3.3 Υβριδικά πρωτόκολλα.....	61
4. Ενεργειακή προσέγγιση στα MANET	
4.1 Εισαγωγή.....	63
4.2 Ενεργειακά μοντέλα.....	63
4.2.1 Γραμμικό μοντέλο κατανάλωσης ενέργειας.....	66
4.2.2 Μοντέλο κατανάλωσης με βάση τον ανταγωνισμό στο κανάλι.....	72
4.3 Πρωτόκολλα εξοικονόμησης ενέργειας	
4.3.1 Πρωτόκολλα εξοικονόμησης ενέργειας επιπέδου δικτύου.....	79
4.3.2 Σύγχρονα πρωτόκολλα εξοικονόμησης ενέργειας.....	80

4.3.3	Πρωτόκολλα εξοικονόμησης ενέργειας βασισμένα στην Τοπολογία.....	82
4.3.3.1	Κυρίαρχα σύνολα (dominating sets).....	83
4.3.3.2	Span.....	84
4.3.3.3	Πρωτόκολλο γεωγραφικής προσαρμοστικής πιστότητας (Geographic adaptive fidelity,GAF).....	86
4.4	Ασύγχρονα πρωτόκολλα εξοικονόμησης ενέργειας.....	87
4.4.1	Πρωτόκολλο BECA (Basic Energy Conservation Algorithm)/AFECA (Adaptive Fidelity Energy Conservation Algorithm).....	88
4.5	Πρωτόκολλα εξοικονόμησης ενέργειας επιπέδου MAC.....	90
4.5.1	PAMAS (Power-aware multiple access protocol with signalling).....	90
5.	Το πρόγραμμα προσομοίωσης OPNET Modeler	
5.1	Βασικά χαρακτηριστικά.....	93
5.2	Αρχιτεκτονική του OPNET.....	94
5.2.1	Προσδιορισμός των μοντέλων – Συντάκτες προσδιορισμού (definition editors).....	95
5.2.2	Πεδία Μοντελοποίησης.....	97
5.2.2.1	Πεδίο Δικτύου.....	99
5.2.2.2	Πεδίο Κόμβου.....	101
5.2.2.3	Πεδίο Διεργασίας.....	102
6.	Προσομοιώσεις και Αποτελέσματα	
6.1	Υλοποίηση στοιχείου Μπαταρίας.....	107
6.2	Προσομοιώσεις και Αποτελέσματα.....	109
6.2.1	Δίκτυο 10 κόμβων.....	113
6.2.2	Δίκτυο 25 κόμβων.....	117
6.2.3	Δίκτυο 40 κόμβων.....	122
6.3	Γενικές Παρατηρήσεις – Συμπεράσματα.....	128
6.4	Μελλοντική εργασία.....	130
	Βιβλιογραφία.....	131
	Παράρτημα Α: Κώδικας	
A.1	Κώδικας διεργασίας my_wlan_battery_process.....	137
A.2	Κώδικας διεργασίας my_wlan_battery_dispatch.....	147
A.3	Κώδικας διεργασίας my_wlan_mac.....	148

# Κατάλογος σχημάτων

1.1 Παράδειγμα κινητού ad hoc δικτύου.....	17
1.2 Παράδειγμα multihop δρομολόγησης.....	18
1.3 Το πρόβλημα του κρυμμένου τερματικού (hidden terminal problem).....	20
1.4 Το πρόβλημα του εκτεθειμένου τερματικού (exposed terminal problem).....	21
1.5 Επικοινωνία σε ένα Vehicular Ad Hoc Network.....	23
2.1 Τοπολογία δικτύων στο πρότυπο IEEE 802.11.....	29
2.2 Μέρος της στοιβάς πρωτοκόλλων του 802.11 και αντιστοιχία με το OSI.....	30
2.3 Έλεγχος συντονισμού στο πρότυπο IEEE 802.11.....	31
2.4 Παράδειγμα Μηχανισμού Βασικής Πρόσβασης.....	33
2.5 Μηχανισμός Πρόσβασης RTS/CTS.....	34
3.1 Το πρόβλημα μέτρησης ως το άπειρο.....	43
3.2 Κατηγορίες πρωτοκόλλων δρομολόγησης.....	44
3.3 Επιλογή MPR κόμβων στο OLSR πρωτόκολλο.....	48
3.4 Παράδειγμα προσανατολισμένου στον προορισμό Κατευθυνόμενου Ακυκλικού Γράφου.....	51
3.5 Διατήρηση διαδρομών στο πρωτόκολλο TORA.....	53
3.6 Μορφή του πακέτου RREQ στο AODV.....	54
3.7 Λειτουργία Αλγορίθμου AODV.....	54
3.8 Μορφή ενός πακέτου RREP στο AODV.....	56
4.1 Συνδεδεμένα κυρίαρχα σύνολα κόμβων.....	83
5.1 Διάγραμμα φάσεων μοντελοποίησης στο OPNET.....	95
5.2 Γραφικοί Συντάκτες (editors) για μοντέλα δικτύου, κόμβου και διεργασιών....	97
5.3 Μοντέλο δικτύου.....	99
5.4 Μοντέλο κόμβου που χρησιμοποιεί Ρεύματα πακέτου, Στατιστικά καλώδια και λογικές Συσχετίσεις.....	102
5.5 Διάγραμμα μετάβασης καταστάσεων στο συντάκτη Διεργασίας.....	105
6.1 Το τροποποιημένο μοντέλο κόμβου wlan_wkstn_adv.....	107
6.2 Τοπολογία δικτύου προσομοίωσης.....	112
6.3 Μέση υπολειπόμενη ενέργεια στο δίκτυο 10 κόμβων.....	113
6.4 Επίδραση του ρυθμού αποστολής στη μέση υπολειπόμενη ενέργεια με χαμηλή κινητικότητα ( $v=1\text{m/s}$ ) σε δίκτυο 10 κόμβων.....	114
6.5 Επίδραση του ρυθμού αποστολής στη μέση υπολειπόμενη ενέργεια με υψηλή κινητικότητα ( $v=15\text{ m/s}$ ) σε δίκτυο 10 κόμβων.....	114
6.6 Επίδραση της κινητικότητας στη μέση υπολειπόμενη ενέργεια με χαμηλό ρυθμό αποστολής σε δίκτυο 10 κόμβων.....	115

6.7 Επίδραση της κινητικότητας στη μέση υπολειπόμενη ενέργεια με υψηλό ρυθμό αποστολής σε δίκτυο 10 κόμβων.....	115
6.8 Συνολικό φορτίο στο σενάριο 2.....	117
6.9 Διάρκεια ζωής δικτύου και πλήθος νεκρών κόμβων για δίκτυο 25 κόμβων στο Σενάριο 1.....	119
6.10 Διάρκεια ζωής δικτύου και πλήθος νεκρών κόμβων για δίκτυο 25 κόμβων στο Σενάριο 2.....	119
6.11 Διάρκεια ζωής δικτύου και πλήθος νεκρών κόμβων για δίκτυο 25 κόμβων στο Σενάριο 3.....	120
6.12 Διάρκεια ζωής δικτύου και πλήθος νεκρών κόμβων για δίκτυο 25 κόμβων στο Σενάριο 4.....	120
6.13 Διάρκεια ζωής δικτύου και πλήθος νεκρών κόμβων για δίκτυο 40 κόμβων στο Σενάριο 1.....	123
6.14 Διάρκεια ζωής δικτύου και πλήθος νεκρών κόμβων για δίκτυο 40 κόμβων στο Σενάριο 2.....	123
6.15 Διάρκεια ζωής δικτύου και πλήθος νεκρών κόμβων για δίκτυο 40 κόμβων στο Σενάριο 3.....	124
6.16 Διάρκεια ζωής δικτύου και πλήθος νεκρών κόμβων για δίκτυο 40 κόμβων στο Σενάριο 4.....	124
6.17 Επίδραση του πλήθους των κόμβων στη μέση υπολειπόμενη ενέργεια για το Σενάριο 1.....	126
6.18 Επίδραση του πλήθους των κόμβων στη μέση υπολειπόμενη ενέργεια για το Σενάριο 2.....	126
6.19 Επίδραση του πλήθους των κόμβων στη μέση υπολειπόμενη ενέργεια για το Σενάριο 3.....	127
6.20 Επίδραση του πλήθους των κόμβων στη μέση υπολειπόμενη ενέργεια για το Σενάριο 4.....	127

## Κατάλογος πινάκων

2.1	Πρότυπα WLAN της σειράς IEEE 802.117.....	27
2.2	Τιμές χρονοσχιμής (Slot Time), ελάχιστου και μέγιστου παραθύρου ανταγωνισμού (contention window) για τις τρεις διαφορετικές τεχνολογίες φυσικού στρώματος IEEE802.11.....	32
4.1	Πειραματικοί συντελεστές του γραμμικού μοντέλου ενεργειακής κατανάλωσης για την κάρτα Lucent IEEE 802.11 WaveLAN PC card 2.4 GHz DSSS.....	70
4.2	Τιμές σταθερών κατά την προσομοίωση.....	71
5.1	Πεδία μοντελοποίησης του OPNET.....	98
6.1	Χαρακτηριστικά του δικτύου προσομοίωσης.....	110
6.2	Τιμές μεταβαλλόμενων παραμέτρων για κάθε σενάριο προσομοίωσης.....	111
6.3	Μέση υπολειπόμενη ενέργεια στο δίκτυο 10 κόμβων.....	113
6.4	Μέση υπολειπόμενη ενέργεια και διάρκεια ζωής δικτύου για δίκτυο 25 κόμβων στο Σενάριο 1.....	118
6.5	Μέση υπολειπόμενη ενέργεια και διάρκεια ζωής δικτύου για δίκτυο 25 κόμβων στο Σενάριο 2.....	118
6.6	Μέση υπολειπόμενη ενέργεια και διάρκεια ζωής δικτύου για δίκτυο 25 κόμβων στο Σενάριο 3.....	118
6.7	Μέση υπολειπόμενη ενέργεια και διάρκεια ζωής δικτύου για δίκτυο 25 κόμβων στο Σενάριο 4.....	118
6.8	Μέση υπολειπόμενη ενέργεια και διάρκεια ζωής δικτύου για δίκτυο 40 κόμβων στο Σενάριο 1.....	122
6.9	Μέση υπολειπόμενη ενέργεια και διάρκεια ζωής δικτύου για δίκτυο 40 κόμβων στο Σενάριο 2.....	122
6.10	Μέση υπολειπόμενη ενέργεια και διάρκεια ζωής δικτύου για δίκτυο 40 κόμβων στο Σενάριο 3.....	122
6.11	Μέση υπολειπόμενη ενέργεια και διάρκεια ζωής δικτύου για δίκτυο 40 κόμβων στο Σενάριο 4.....	122



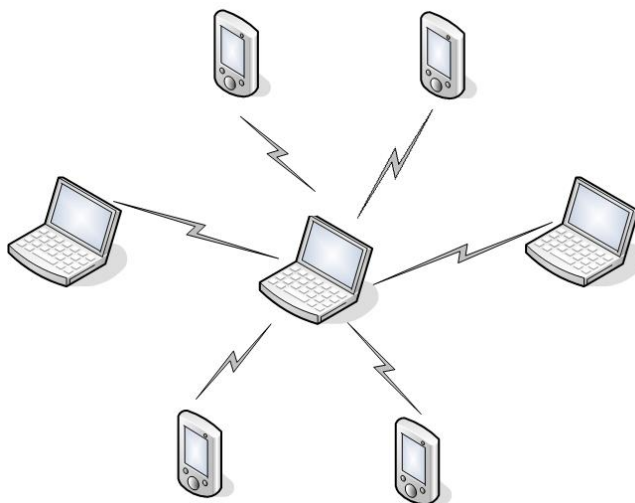


# Κεφάλαιο 1

## Εισαγωγή

### 1.1 Ορισμός – Ιδιότητες MANET

Ένα δίκτυο MANET (Mobile Ad hoc Network) είναι ένα αυτόνομο σύστημα από κινητούς κόμβους, χωρίς την παρουσία κάποιας προϋπάρχουσας δομής κεντρικής διαχείρισης. Η επικοινωνία επιτυγχάνεται μέσω ασύρματων ζεύξεων από τις κεραίες των κινητών χρηστών. Το σύστημα αυτό μπορεί να είναι αποκομμένο ή να επικοινωνεί με κάποιο σταθερό δίκτυο. Η τοπολογία του δικτύου μεταβάλλεται δυναμικά, καθώς οι κόμβοι μετακινούνται τυχαία ή αλλάζουν την ισχύ μετάδοσής τους.



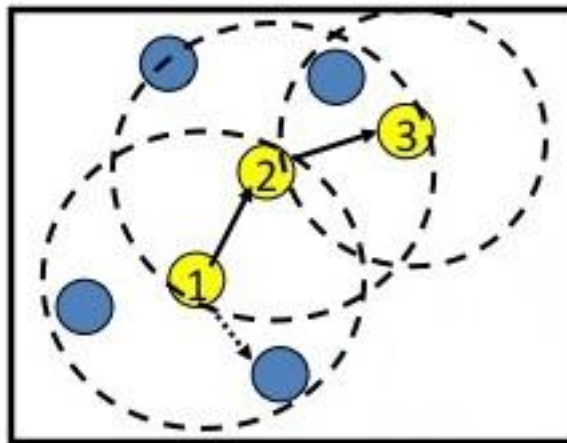
**Σχήμα 1.1 :** Παράδειγμα κινητού ad hoc δικτύου

Πιο αναλυτικά, τα κύρια χαρακτηριστικά ενός κινητού ad hoc δικτύου είναι:

#### **Αυτονομία - Έλλειψη σταθερής υποδομής – Πολλαπλή δρομολόγηση**

Τα δίκτυα MANET δεν απαιτούν την ύπαρξη σταθερής υποδομής ή κάποιο κεντρικό διαχειριστή για το συντονισμό της λειτουργίας τους. Ο κάθε κόμβος μπορεί να επικοινωνήσει απευθείας με άλλους κόμβους οι οποίοι βρίσκονται στην περιοχή κάλυψής του (single hop). Για την επικοινωνία πέραν αυτής της περιοχής απαιτείται η προώθηση των πακέτων από ενδιάμεσους κόμβους (multihop). Για το λόγο αυτό, κάθε κόμβος λειτουργεί και ως δρομολογητής. Δεν είναι απαραίτητο για έναν κόμβο να στέλνει πάντα πληροφορία στη μέγιστη απόσταση που μπορεί, καθώς έτσι είναι πιθανή η αύξηση της παρεμβολής σε άλλες εκπομπές. Χάρη στη δρομολόγηση μέσω πολλαπλών αλμάτων είναι εφικτή η επικοινωνία πέρα από την οπτική επαφή (Line Of

Sight) σε υψηλές συχνότητες. Η μη ύπαρξη σταθερής υποδομής καθιστά τα κινητά αυτοοργανούμενα δίκτυα εύκολα υλοποιήσιμα και οικονομικά αποδοτικά, ενώ είναι πιο “ανθεκτικά” από τα συμβατικά ασύρματα δίκτυα εξ αιτίας του μη ιεραρχικού κατακευθμισμένου ελέγχου και των μηχανισμών διαχείρισης, με την έννοια ότι πιθανό πρόβλημα σε κάποιο κόμβο δεν επιφέρει διακοπή της λειτουργίας όλου του δικτύου, σε αντίθεση με τα συμβατικά ασύρματα δίκτυα όπου η λειτουργία του δικτύου εξαρτάται από το σταθμό βάσης.



Σχήμα 1.2 : Παράδειγμα *multi-hop* δρομολόγησης

### **Δυναμική τοπολογία**

Οι κόμβοι μπορούν να μετακινούνται αυθαίρετα με αποτέλεσμα νέοι κόμβοι να εισέρχονται σε ένα δίκτυο και άλλοι να το εγκαταλείπουν. Επίσης η μεταβολή της ισχύος σε ένα κόμβο μεταβάλλει την ακτίνα κάλυψής του και επομένως και τον αριθμό των κόμβων με τους οποίους μπορεί να επικοινωνήσει απευθείας. Λαμβάνοντας υπόψη και τους απρόβλεπτους παράγοντες που εισάγει το ασύρματο περιβάλλον διάδοσης, δημιουργείται μια τυχαία τοπολογία η οποία αλλάζει γρήγορα και απρόβλεπτα. Η τοπολογία αυτή μπορεί να απαρτίζεται από αμφίδρομες ή μονοκατευθυντικές (ασύμμετρες) ζεύξεις.

### **Περιορισμένο εύρος ζώνης**

Οι ασύρματες ζεύξεις έχουν σημαντικά χαμηλότερη χωρητικότητα από τις ενσύρματες. Ακόμη, λόγω της επίδρασης φαινομένων όπως η πολλαπλή πρόσβαση, ο θόρυβος και οι παρεμβολές, η διεκπεραιωτική ικανότητα (throughput) είναι αρκετά

μικρότερη από το εύρος ζώνης που διατίθεται. Συνέπεια αυτού είναι η δημιουργία συμφόρησης στο δίκτυο.

### **Περιορισμένη ενέργεια κόμβων**

Οι φορητές συσκευές βασίζονται στη λειτουργία τους στη μπαταρία, η οποία εξαντλείται μετά από κάποιο χρονικό διάστημα, ανάλογα με τον τρόπο χρήσης της συσκευής. Η αποδοτική διαχείριση της διαθέσιμης ενέργειας είναι ένας πολύ κρίσιμος σχεδιαστικός παράγοντας και αυτό γιατί οι κόμβοι σε ένα δίκτυο MANET λειτουργούν και ως τερματικά αλλά και ως δρομολογητές ταυτόχρονα, οπότε απαιτείται επιπλέον ενέργεια για την προώθηση των πακέτων.

### **Διαφοροποίηση στις δυνατότητες των κόμβων**

Κάθε κόμβος μπορεί να διαθέτει μια ή περισσότερες διεπαφές οι οποίες έχουν διαφορετικές δυνατότητες μετάδοσης/λήψης και λειτουργούν σε διαφορετικές ζώνες συχνοτήτων. Αυτή η διαφοροποίηση στις δυνατότητες των κόμβων οδηγεί σε πιθανώς ασύμμετρες ζεύξεις. Επιπλέον οι κινητοί κόμβοι (laptop, PDA, κινητά τηλέφωνα) παρουσιάζουν διαφορές ως προς το μέγεθος, την υπολογιστική ισχύ, τη μνήμη και τη διάρκεια ζωής της μπαταρίας. Γίνεται εύκολα αντιληπτό ότι η σχεδίαση πρωτοκόλλων σε ένα ετερογενές δίκτυο είναι σύνθετη και θα πρέπει να προσαρμόζεται στις διαρκώς μεταβαλλόμενες συνθήκες.

### **Επεκτασιμότητα**

Πολλές εφαρμογές MANET, όπως για παράδειγμα τα δίκτυα αισθητήρων, περιλαμβάνουν μεγάλα δίκτυα που αποτελούνται από δεκάδες εκατοντάδες κόμβους και οι μηχανισμοί επεκτασιμότητας (scalability) είναι πολύ σημαντικοί για την ανάπτυξη αυτών των δικτύων.

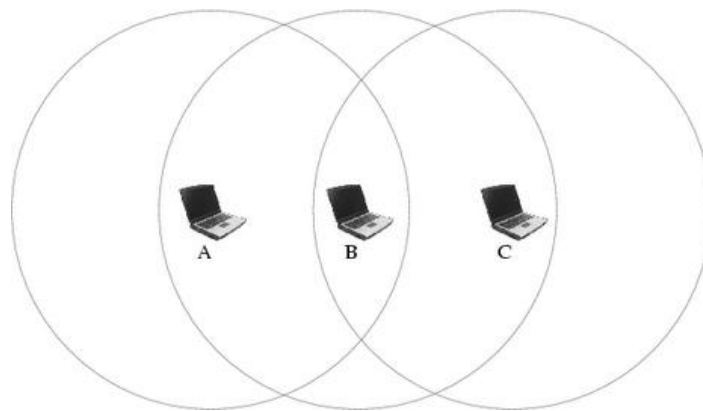
### **Πρόσβαση στο κοινό μέσο**

Όλοι οι κόμβοι σε ένα δίκτυο MANET μοιράζονται το ίδιο μέσο. Επιπλέον, όταν ένας κινητός κόμβος μεταδίδει ένα πακέτο, αυτό λαμβάνεται από όλους τους γειτονικούς του κόμβους (broadcast). Επομένως είναι πολύ πιθανή η σύγκρουση πακέτων με αποτέλεσμα τα πακέτα που λαμβάνουν μέρος στη σύγκρουση να χάνονται και άρα να σπαταλάται το μεγαλύτερο μέρος του εύρους ζώνης.

### Το πρόβλημα του κρυμμένου τερματικού

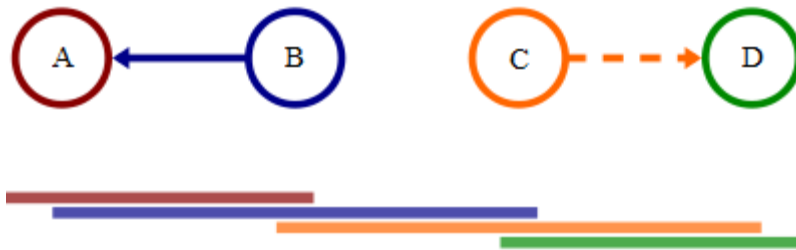
Το πρόβλημα του κρυμμένου τερματικού αφορά στην περίπτωση όπου ένας κόμβος δε μπορεί να αντιληφθεί ότι κάποιος άλλος κόμβος μεταδίδει πακέτα, λόγω του γεγονότος ότι δεν βρίσκεται στην περιοχή κάλυψής του.

Για παράδειγμα, έστω ότι ο κόμβος A και ο κόμβος C επιθυμούν να μεταδώσουν δεδομένα στον B. Όταν ο A εκπέμπει στον B, ο C δε μπορεί να ανιχνεύσει τον A, οπότε θεωρεί ότι το κανάλι είναι ελεύθερο και ξεκινά και εκείνος την εκπομπή προς τον B. Προφανώς η ανίχνευση φέροντος αποτυγχάνει, γι' αυτό και το πρωτόκολλο CSMA κρίνεται ανεπαρκές για την αποφυγή συγκρούσεων σε κινητά ad-hoc δίκτυα.



**Σχήμα 1.3:** Το πρόβλημα του κρυμμένου τερματικού  
(*hidden terminal problem*)

## Το πρόβλημα του εκτεθειμένου τερματικού



**Σχήμα 1.4:** Το πρόβλημα του εκτεθειμένου τερματικού  
(*exposed terminal problem*)

Το πρόβλημα του εκτεθειμένου τερματικού υφίσταται όταν εμποδίζεται η εκπομπή ενός κόμβου από έναν άλλο ο οποίος βρίσκεται στην ίδια περιοχή κάλυψης με τον πρώτο και έχει ήδη ξεκινήσει να εκπέμπει.

Για παράδειγμα έστω ότι ο κόμβος B εκπέμπει στον κόμβο A και ότι ο C επιθυμεί να μεταδώσει στον D. Ο κόμβος C όμως είναι στην ακτίνα κάλυψης του B, ο οποίος εκπέμπει ήδη προς τον A. Έτσι ο C θεωρεί το κανάλι κατειλημμένο και δεν εκπέμπει στον D, για να αποφύγει πιθανή παρεμβολή με τον B. Παρατηρούμε όμως ότι η μετάδοση από τον C στον D δεν επηρεάζει την εκπομπή του B στον A, οπότε και σε αυτήν την περίπτωση η ανίχνευση φέροντος δε λειτουργεί αποτελεσματικά.

### Περιορισμένη Ασφάλεια

Τα κινητά ασύρματα δίκτυα είναι γενικά πιο ευάλωτα από τα ενσύρματα σε επιθέσεις όπως υποκλοπές μηνυμάτων (eavesdropping), αλλοίωση ή διαγραφή της ανταλλασσόμενης πληροφορίας και επιθέσεις άρνησης υπηρεσίας (Denial of Service attacks). Επιπρόσθετα, η έλλειψη σταθερής υποδομής καθιστά τις κλασικές μεθόδους ασφαλείας βασισμένες στις αρχές πιστοποίησης και στους on line εξυπηρετητές μη εφαρμόσιμες.

## 1.2 Εφαρμογές MANET

### Στρατιωτικές υπηρεσίες

Χρησιμοποιούνται στα πεδία των μαχών σε εμπόλεμη περίοδο για το συντονισμό και την επικοινωνία μεταξύ των στρατιωτών, των στρατιωτικών οχημάτων και του σταθμού πληροφοριών. Οι βασικές τεχνικές των ad hoc δικτύων προήλθαν από αυτό το πεδίο.

### Υπηρεσίες έκτακτης ανάγκης

Τα δίκτυα ad-hoc είναι κατάλληλα για περιοχές όπου δεν υπάρχει τηλεπικοινωνιακή υποδομή ή έχει καταστραφεί λόγω φυσικών φαινομένων. Έχουν εφαρμογή σε επιχειρήσεις διάσωσης. Για παράδειγμα, σε περίπτωση σεισμού, πυρκαγιάς ή σε μια επιχείρηση εντοπισμού ορειβατών, είναι απολύτως απαραίτητη η επικοινωνία μεταξύ των μελών της ομάδας διάσωσης για την ανταλλαγή πληροφοριών σχετικά με την ύπαρξη επιζώντων σε κάποιο σημείο ή ατόμων που διατρέχουν κίνδυνο. Τα δίκτυα ad hoc παρέχουν αυτήν την δυνατότητα, λόγω των χαρακτηριστικών που αναφέρθηκαν παραπάνω.

### Vehicular Ad hoc networks (VANETs)

Σε ένα τέτοιο δίκτυο οι κόμβοι είναι τα κινούμενα οχήματα. Οι κόμβοι επικοινωνούν μεταξύ τους αλλά και με τον ασύρματο σταθμό βάσης που είναι υπεύθυνος για τη διαχείριση της κίνησης στο δρόμο. Όπως σε κάθε ad hoc δίκτυο, έτσι και στα VANET οι κόμβοι έχουν υψηλή κινητικότητα. Εν τούτοις, η κίνηση δεν είναι εντελώς τυχαία, καθώς περιορίζεται από τα όρια του δρόμου. Σε περίπτωση τροχαίου ατυχήματος ή βλάβης σε ένα αυτοκίνητο, είναι δυνατή η αποστολή μηνύματος ενημέρωσης στα επερχόμενα αυτοκίνητα μέσω ad hoc επικοινωνίας ώστε οι οδηγοί να είναι πιο προσεκτικοί και να επιλέξουν μια εναλλακτική διαδρομή ώστε να αποφύγουν την κυκλοφοριακή συμφόρηση. Άλλες εφαρμογές για “έξυπνη” οδήγηση μπορούν να περιλαμβάνουν αυτόματη πληρωμή διοδίων ή ενημέρωση για διαθεσιμότητα θέσεων parking σε μια συγκεκριμένη γεωγραφική περιοχή.



**Σχήμα 1.5 :** *Επικοινωνία σε ένα Vehicular Ad Hoc Network*

### **Sensor Networks**

Μια ειδική κατηγορία ad-hoc δικτύων είναι τα δίκτυα αισθητήρων. Τα δίκτυα αυτά αποτελούνται από ένα μεγάλο αριθμό κόμβων-αισθητήρων που συλλέγουν πληροφορίες για την κατάσταση του δικτύου και συνεργάζονται μεταξύ τους. Αυτές οι πληροφορίες μπορούν να είναι διαθέσιμες σε κάποιον κεντρικό διαχειριστή που είναι συνδεδεμένος με κάποιον από τους κόμβους του δικτύου ώστε να ενημερωθεί σε περίπτωση έκτακτου φαινομένου. Η ανάπτυξη του δικτύου πιθανόν να είναι εντελώς τυχαία. Οι εξαιρετικά μικρές φυσικές διαστάσεις των αισθητήρων σε συνδυασμό με το χαμηλό κόστος λόγω μαζικής παραγωγής τους καθιστούν κατάλληλους για πολλές εφαρμογές.

Μερικές από αυτές είναι οι μετρήσεις ακριβείας πολλών ατμοσφαιρικών και μετεωρολογικών παραμέτρων, επιτήρηση δασών για ανίχνευση πυρκαγιάς, αγροτικών καλλιεργειών για έλεγχο υγρασίας, θερμοκρασίας, πίεσης, επιτήρηση υγρών στοιχείων για ρύπους ή έλεγχο ακραίων φαινομένων όπως οι πλημμύρες, διαχείριση αποθήκης, κεντρικός έλεγχος θέρμανσης και κλιματισμού πολλών κτιρίων. Ως λιγότερο οικείες αλλά αρχαιότερες χρονικά μπορούν να αναφερθούν οι στρατιωτικές εφαρμογές και οι υποβρύχιες εγκαταστάσεις δικτύων για εντοπισμό αντικειμένων τόσο για στρατιωτικές επιχειρήσεις όσο και για αρχαιολογικές έρευνες και πειράματα.

## **Personal Area Networks**

Τα δίκτυα ad hoc βοηθούν στην καλύτερη εξυπηρέτηση των αναγκών ενός χρήστη που διαθέτει μερικές ηλεκτρονικές συσκευές στον προσωπικό του χώρο, όπως κινητό τηλέφωνο, φορητό υπολογιστή, PDA, εκτυπωτή, κάμερα . Οι συσκευές αυτές μπορεί να αλληλεπιδρούν όπως για παράδειγμα στην παράδοση ηλεκτρονικού ταχυδρομείου σε PDA αντί σε σταθερό υπολογιστή. Οι συσκευές αυτές απαρτίζουν ένα ασύρματο προσωπικό δίκτυο (Wireless Personal Area Network, WPAN). Το WPAN εκτείνεται σε ακτίνα 10 μέτρων. Ένα προσωπικό δίκτυο επιτρέπει επίσης και τη διασύνδεση πολλών BANs (Body Area Networks), δηλαδή την επικοινωνία συσκευών που διαθέτουν χρήστες που βρίσκονται σε κοντινή απόσταση.

### **Εμπορικές εφαρμογές**

Η χρήση των ad hoc δικτύων ενδείκνυται και σε περιπτώσεις όπου έχουμε συγκέντρωση ατόμων σε κάποιο χώρο για μικρό χρονικό διάστημα και είναι απαραίτητη η ανταλλαγή πληροφοριών μεταξύ τους, όπως για παράδειγμα σε ένα συνεδριακό κέντρο ή μια αίθουσα συσκέψεων ή κατά τη διάρκεια της επίσκεψης σε ένα μουσείο. Ένα άλλο παράδειγμα είναι αυτό της ad hoc δικτύωσης σε ένα αεροδρόμιο, όπου οι ταξιδιώτες μπορούν να είναι συνδεδεμένοι με τοπικά κέντρα πληροφόρησης αλλά και μεταξύ τους και να λαμβάνουν πληροφορίες σχετικά με τις αναχωρήσεις ή καθυστερήσεις πτήσεων, τις πύλες αναχώρησης και άλλες χρήσιμες ενημερώσεις.

## **1.3 Ιστορική εξέλιξη των ad hoc δικτύων**

Η ιστορία των ad hoc δικτύων χρονολογείται από το 1972 και το υποστηριζόμενο από το Υπουργείο Άμυνας των ΗΠΑ Packet Radio Network (PRNET), που εξελίχθηκε στο πρόγραμμα Survivable Adaptive Radio Networks (SURAN) στις αρχές της δεκαετίας του 1980. Ο στόχος αυτών των προγραμμάτων ήταν να παρέχουν δικτύωση μεταγωγής πακέτου σε κινητά στοιχεία των πεδίων μάχης σε ένα αδόμητο, εχθρικό περιβάλλον (στρατιώτες, ταγκ, αεροσκάφη κλπ, που αποτελούσαν τους κόμβους στο δίκτυο).

Το PRNET χρησιμοποίησε ένα συνδυασμό του ALOHA και του CSMA για την πρόσβαση στο μέσο, και ένα είδος δρομολόγησης διανύσματος απόστασης (distance-



vector routing). Το SURAN βελτίωσε σημαντικά τους ασύρματους (κάνοντάς τους μικρότερους, φθηνότερους και ισχυρότερους), την επεκτασιμότητα των αλγορίθμων και την ανθεκτικότητα σε ηλεκτρονικές επιθέσεις. Τα πρωτόκολλα δρομολόγησης ήταν βασισμένα στην ιεραρχική κατάσταση ζεύξης και ήταν ιδιαίτερα κλιμακούμενα. Στις αρχές της δεκαετίας του 1990 ο καταγισμός νέων εξελίξεων σήμανε μια νέα εποχή για την ad hoc δικτύωση. Οι φορητοί υπολογιστές έγιναν διάσημοι, όπως και το λογισμικό ανοιχτού κώδικα και ο τηλεπικοινωνιακός εξοπλισμός βασισμένος στο RF και τις υπέρυθρες. Η ιδέα μιας αδόμητης ομάδας από κινητούς χρήστες προτάθηκε από πολλούς, και η επιτροπή της IEEE 802.11 υιοθέτησε τον όρο “ad hoc δίκτυα”. Το σχέδιο της εμπορικής (μη στρατιωτικής) ad hoc δικτύωσης είχε φθάσει. Περίπου την ίδια περίοδο, το Υπουργείο Άμυνας των ΗΠΑ συνέχισε από εκεί που είχε σταματήσει, χρηματοδοτώντας προγράμματα όπως το Global Mobile Information Systems (GloMo) και το Near-term Digital Radio (NTDR). Ο στόχος του GloMo ήταν να παρέχει πολυμεσική συνδεσιμότητα τύπου Ethernet σε περιβάλλον γραφείου οποιαδήποτε ώρα και οπουδήποτε. Οι προσεγγίσεις πρόσβασης καναλιού βασιζόνταν τώρα στο CSMA/CA και το TDMA, και αναπτύχθηκαν αρκετά νέα θέματα δρομολόγησης και ελέγχου τοπολογίας. Το NTDR χρησιμοποίησε την τεχνική της συστάδας (clustering) και δρομολόγηση κατάστασης ζεύξης και αυτοοργανώθηκε σε ένα ad hoc δίκτυο δύο βαθμίδων. Χρησιμοποιούμενο από το στρατό των Ηνωμένων Πολιτειών, το NTDR είναι το μόνο “πραγματικό” ad hoc δίκτυο σε χρήση σήμερα. Λόγω του αυξανόμενου ενδιαφέροντος για την ad hoc δικτύωση, ένας αριθμός από εμπορικά πρότυπα αναπτύχθηκε στα μέσα προς τέλος της δεκαετίας του 1990. Μέσα από την IETF, γεννήθηκε η ομάδα εργασίας Mobile Ad Hoc Networking (MANET) και ερεύνησε την προτυποποίηση πρωτοκόλλων δρομολόγησης για ad hoc δίκτυα. Η ανάπτυξη της δρομολόγησης μέσα από την ομάδα εργασίας MANET και της ευρύτερης κοινότητας είχε σαν αποτέλεσμα τη διάκριση των πρωτοκόλλων σε reactive (διαδρομές κατ’ απαίτηση) και proactive (διαδρομές έτοιμες για χρήση). Η επιτροπή IEEE 802.11 προτυποποίησε ένα πρωτόκολλο πρόσβασης μέσου που ήταν βασισμένο στην αποφυγή συγκρούσεων και στην αντιμετώπιση του προβλήματος των κρυμμένων τερματικών, καθιστώντας το χρήσιμο, αν όχι βέλτιστο, για τη δημιουργία κινητών ad hoc πρωτοτύπων εκτός από τα notebooks και τις κάρτες 802.11 PCMCIA. Το HIPERLAN και το Bluetooth ήταν κάποια άλλα πρότυπα που ευνοούσαν την ad hoc δικτύωση.



## Κεφάλαιο 2

### Το πρότυπο IEEE 802.11

#### 2.1 Εισαγωγή

Το 1997, η IEEE υιοθέτησε το πρώτο πρότυπο ασύρματου τοπικού δικτύου, με το όνομα IEEE 802.11, με ρυθμούς δεδομένων μέχρι 2 Mbps. Από τότε, αρκετές ομάδες εργασίας έχουν δημιουργηθεί για να επεκτείνουν το πρότυπο IEEE 802.11. Έτσι έχουν προκύψει αρκετές εκδόσεις του προτύπου με διαφορετικό γράμμα στο τέλος του ονόματός τους.

Τα πρωτόκολλα IEEE 802.11 τα οποία έχουν εμφανιστεί στην αγορά είναι τα παρακάτω:

Έκδοση	Έτος	Ζώνη συχνοτήτων	Συνήθης ρυθμός μετάδοσης	Ονομ. ρυθμός μετάδοσης	Μέθοδοι μετάδοσης	Εμβέλεια εσωτ. Χώρων	Σχόλιο
802.11	1997	2.4 GHz	0.9 Mbit/s	2 Mbit/s	IR / FHSS / DSSS	~20 m	Το κλασικό πρότυπο, τώρα σε αχρηστία
802.11b	1999	2.4 GHz	4.3 Mbit/s	11 Mbit/s	DSSS	~38 m	Το πλέον επιτυχές εμπορικά, καθιέρωσε αρχικά τον όρο WiFi
802.11a	1999	5 GHz	23 Mbit/s	54 Mbit/s	OFDM	~35 m	Άγνωστη εμπορική πορεία λόγω ασυμβατότητας με το 802.11b
802.11g	2003	2.4 GHz	19 Mbit/s	54 Mbit/s	OFDM	~38 m	Αντικαταστάτης του 802.11b με μεγάλη εμπορική επιτυχία

**Πίνακας 2.1:** Πρότυπα WLAN της σειράς IEEE 802.11

Εκτός αυτών των εκδόσεων έχουν προταθεί και κάποιες επεκτάσεις τους, οι οποίες όμως δεν έχουν υλοποιηθεί σε εμπορικά προϊόντα και έχουν περισσότερο ακαδημαϊκό ενδιαφέρον. Οι σπουδαιότερες είναι:

- 802.11f ή IAPP, η οποία επιτρέπει άμεση επικοινωνία μεταξύ διαφορετικών AP ώστε να εξαιρεθεί η απώλεια πλαισίων κατά τη μεταγωγή. Ο σχετικός μηχανισμός ενεργοποιείται από ένα αίτημα επανασυσχέτισης.
- 802.11e το οποίο προσπαθεί να διασφαλίσει ποιότητα υπηρεσιών για εφαρμογές πραγματικού χρόνου που εκτελούνται πάνω σε ένα WLAN ελαχιστοποιώντας ή μεγιστοποιώντας ένα από τα παρακάτω κριτήρια: μέση καθυστέρηση από άκρο σε άκρο, μέση μεταβολή της καθυστέρησης ή μέσο ποσοστό επιτυχούς παράδοσης πλαισίων. Αυτό το επιτυγχάνει βελτιώνοντας τους μηχανισμούς DCF και PCF με τους μηχανισμούς EDCF, ο οποίος αναθέτει προτεραιότητες στα πλαίσια δεδομένων ανάλογα με το πόσο χρονικά κρίσιμη είναι η παράδοση τους και με τα μεγαλύτερης προτεραιότητας πλαίσια να έχουν περισσότερες πιθανότητες να κερδίσουν στον ανταγωνισμό για την πρόσβαση στο κοινό μέσο, και HCF, ο οποίος περιορίζει το μέγιστο χρόνο δέσμευσης του καναλιού από ένα τερματικό, αντίστοιχα.
- 802.11n, το οποίο με χρήση πολλαπλών κεραιών (μέθοδος γνωστή ως **MIMO**, εκ του Multiple Inputs Multiple Outputs) παρέχει ονομαστικό ρυθμό μετάδοσης τουλάχιστον 108 Mbps.

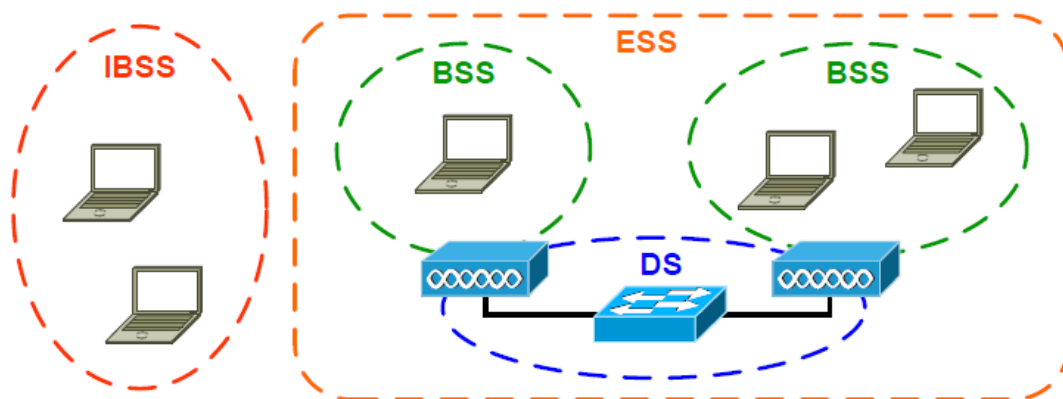
## 2.2 Αρχιτεκτονική 802.11

Το σχήμα 2.1 παρουσιάζει τα κύρια συστατικά της αρχιτεκτονικής ασύρματων LAN 802.11. Το θεμελιώδες δομικό στοιχείο της αρχιτεκτονικής 802.11 είναι το βασικό σύνολο υπηρεσιών (Basic Service Set, BSS). Ένα BSS περιέχει έναν ή περισσότερους ασύρματους σταθμούς (STA) και έναν κεντρικό σταθμό βάσης (base station), που στην ορολογία του 802.11 είναι γνωστός σαν σημείο πρόσβασης (access point, AP).

Τα ασύρματα LAN που χρησιμοποιούν AP συχνά αναφέρονται ως ασύρματα LAN υποδομής (infrastructure wireless LANs). Πολλαπλά BSS είναι διασυνδεδεμένα μέσω του Κατανεμημένου Συστήματος (Distributed System) για να δημιουργήσουν ένα εκτεταμένο σύνολο υπηρεσιών (Extended Service Set, ESS). Λογικά το BSS και το DS δουλεύουν σε διαφορετικά μέσα. Το BSS λειτουργεί στο Ασύρματο Μέσο (Wireless Medium, WM), ενώ το DS χρησιμοποιεί τα Μέσα Κατανεμημένου Συστήματος (Distribution System Media). Καθώς η αρχιτεκτονική IEEE 802.11 προσδιορίζεται ανεξάρτητα από κάθε ειδικό μέσο, τα WM και DSM μπορεί να είναι ή

και να μην είναι τα ίδια. Τα Access Points, που είναι συνδεδεμένα με το DS, παρέχουν τις Υπηρεσίες Κατανεμημένου Συστήματος (Distribution System Services, DSS) με σκοπό να μεταφερθούν MAC SDU μεταξύ σταθμών που δε βρίσκονται στο ίδιο BSS.

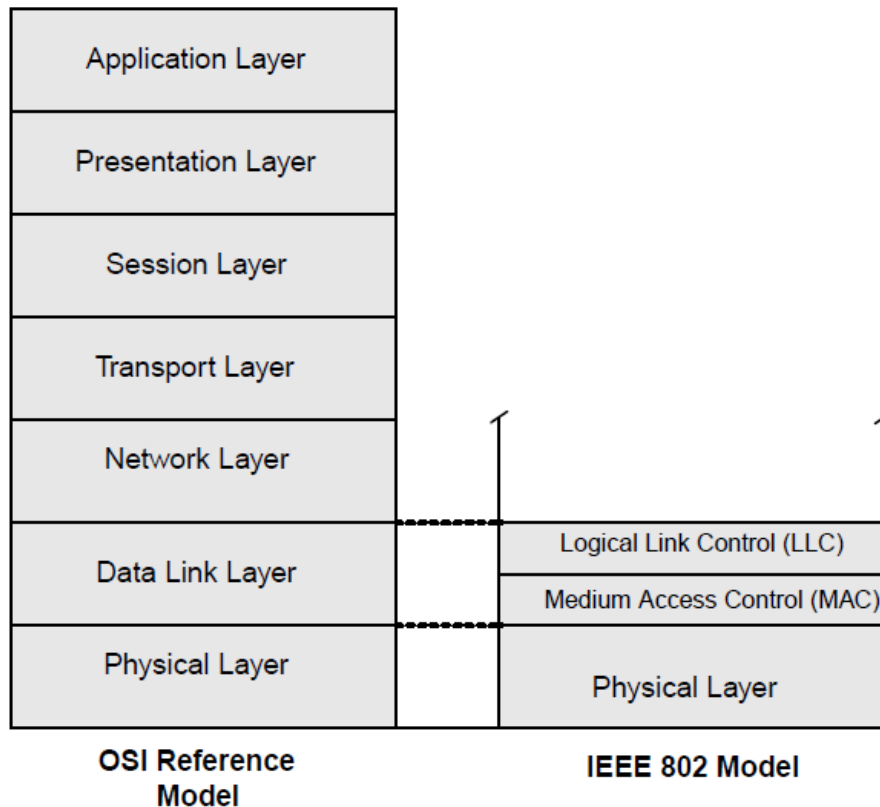
Οι σταθμοί IEEE 802.11 μπορούν επίσης να ομαδοποιηθούν για να δημιουργήσουν ένα ad hoc δίκτυο. Μια τέτοια ομάδα σταθμών (χωρίς σημείο πρόσβασης) αποτελεί ένα ανεξάρτητο σύνολο υπηρεσιών (Independent Basic Service Set, IBSS).



Σχήμα 2.1 : Τοπολογία δικτύων στο πρότυπο IEEE 802.11

### 2.3 Η στοίβα πρωτοκόλλων του 802.11

Τα πρωτόκολλα που χρησιμοποιούνται από όλες τις παραλλαγές του 802 έχουν κάποια κοινά σημεία στη δομή τους. Μια μερική άποψη της στοίβας πρωτοκόλλων του 802.11 φαίνεται στο σχήμα 2.2. Το φυσικό στρώμα αντιστοιχεί αρκετά πιστά με αυτό του OSI, αλλά το επίπεδο ζεύξης δεδομένων σε όλα τα 802 πρωτόκολλα χωρίζεται σε δύο ή περισσότερα υποστρώματα. Στο 802.11, το υπόστρωμα MAC καθορίζει πώς θα κατανεμηθεί το κανάλι, δηλαδή ποιος θα είναι ο επόμενος που θα μεταδώσει. Πάνω από το υπόστρωμα MAC βρίσκεται το υπόστρωμα LLC. Το πρότυπο IEEE 802.11 είναι σχεδιασμένο να λειτουργεί κάτω από το IEEE 802.2 Logical Link Control (LLC). Ο σκοπός του LLC είναι να κάνει τα ανώτερα επίπεδα ανεξάρτητα από τα κάτω. Έτσι, τα ανώτερα επίπεδα δε χρειάζεται να γνωρίζουν τι τύπος μέσου θα χρησιμοποιηθεί για τη μετάδοση δεδομένων.

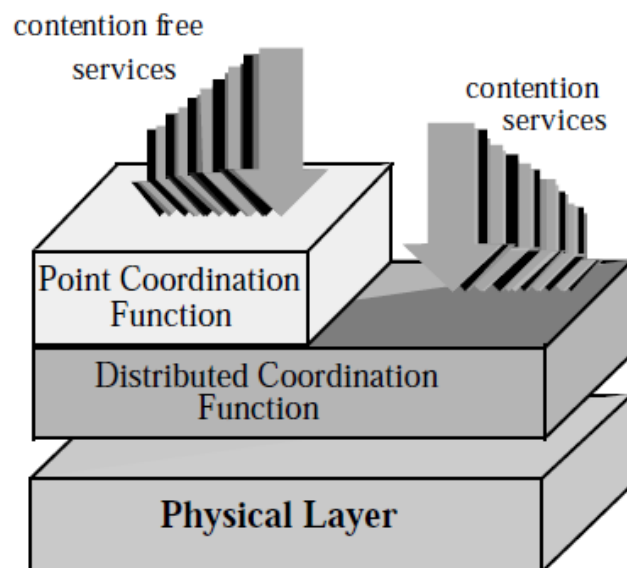


**Σχήμα 2.2:** Μέρος της στοίβας πρωτοκόλλων του 802.11 και αντιστοιχία με το OSI

Το πρότυπο 802.11 του 1997 καθορίζει τρεις επιτρεπόμενες τεχνικές μετάδοσης για το φυσικό επίπεδο. Η μέθοδος υπερέθρων (Infrared) χρησιμοποιεί σχεδόν την ίδια τεχνολογία με τα τηλεχειριστήρια των τηλεοράσεων. Οι άλλες δύο μέθοδοι χρησιμοποιούν ραδιοκύματα μικρής εμβέλειας, χρησιμοποιώντας τεχνικές που ονομάζονται FHSS και DSSS. Και οι δύο χρησιμοποιούν ένα τμήμα του φάσματος στο οποίο δεν απαιτείται ειδική άδεια (τη ζώνη ISM στα 2.4 GHz). Όλες αυτές οι τεχνικές λειτουργούν σε 1 ή 2 Mbps και με αρκετά χαμηλή ισχύ, έτσι ώστε να μην παρουσιάζουν πολλές διενέξεις. Το 1999 παρουσιάστηκαν δύο νέες τεχνικές για επίτευξη υψηλότερου εύρους ζώνης. Οι τεχνικές αυτές ονομάζονται OFDM και HR-DSSS. Λειτουργούν μέχρι τα 54 Mbps και τα 11 Mbps, αντίστοιχα. Το 2001 παρουσιάστηκε μια δεύτερη τεχνική διαμόρφωσης OFDM, αλλά σε διαφορετική ζώνη συχνοτήτων από την πρώτη.

Το επίπεδο MAC παρέχει στους χρήστες του έλεγχο πρόσβασης με συντονισμό (contention-based) και χωρίς συντονισμό (contention-free). Η βασική μέθοδος πρόσβασης στο IEEE 802.11 MAC πρωτόκολλο είναι η λειτουργία καταναμημένου

συντονισμού (Distributed Coordination Function, DCF), που βασίζεται στο πρωτόκολλο MAC που ονομάζεται CSMA/CA (Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance). Πέρα από την DCF, η IEEE 802.11 ορίζει επίσης μια εναλλακτική μέθοδο πρόσβασης, τη λειτουργία συντονισμού από ένα σημείο ( Point Coordinator Function, PCF). Η λειτουργία PCF λειτουργεί παρόμοια με ένα σύστημα polling. Ένας συντονιστής παρέχει μέσω μηχανισμού το δικαίωμα μετάδοσης σε ένα μόνο σταθμό σε συγκεκριμένη χρονική στιγμή. Μιας και η PCF μέθοδος πρόσβασης δε μπορεί να εφαρμοστεί στα ad hoc δίκτυα, θα επικεντρωθούμε μόνο στη μέθοδο DCF.



Σχήμα 2.3 : Έλεγχος συντονισμού στο πρότυπο IEEE 802.11

### 2.3.1 Λειτουργία Κατανεμημένου Συντονισμού (Distributed Coordination Function)

Η ενότητα αυτή παρουσιάζει συνοπτικά τη λειτουργία Κατανεμημένου Συντονισμού (Distributed Coordination Function, DCF) όπως προτυποποιήθηκε από το πρωτόκολλο 802.11.

Ένας σταθμός που έχει ένα νέο πακέτο προς μετάδοση παρακολουθεί τη δραστηριότητα του καναλιού. Αν το κανάλι είναι αδρανές (idle) για μια χρονική περίοδο ίση με DIFS (Distributed InterFrame Space), ο σταθμός μεταδίδει. Διαφορετικά, αν το κανάλι είναι απασχολημένο (είτε αμέσως είτε κατά τη διάρκεια του DIFS), ο σταθμός εξακολουθεί να παρακολουθεί το κανάλι μέχρις ότου καταστεί αδρανές για χρόνο DIFS. Σε αυτό το σημείο, ο σταθμός υπολογίζει ένα τυχαίο χρόνο αναμονής (backoff time) προτού μεταδώσει (αυτό είναι και το χαρακτηριστικό αποφυγής συγκρούσεων του πρωτοκόλλου), για να ελαχιστοποιήσει την πιθανότητα σύγκρουσης με πακέτα που μεταδίδονται από άλλους σταθμούς. Επιπλέον, για να αποφύγει την αιχμαλώτιση του καναλιού, ο σταθμός πρέπει να περιμένει έναν τυχαίο χρόνο αναμονής μεταξύ δύο διαδοχικών νέων μεταδόσεων πακέτων, ακόμη και αν το μέσο είναι αδρανές στο διάστημα DIFS.

Για λόγους αποτελεσματικότητας, το DCF χρησιμοποιεί μια κλίμακα αναμονής διακριτού χρόνου. Ο χρόνος που ακολουθεί αμέσως μετά από ένα αδρανές DIFS διαιρείται σε χρονοσχισμές, και ένας σταθμός επιτρέπεται να μεταδώσει μόνο στην αρχή κάθε περιόδου σχισμής (Slot Time). Το μέγεθος  $\sigma$  της χρονοσχισμής τίθεται ίσο με το χρόνο που απαιτείται για κάθε σταθμό να εντοπίσει τη μετάδοση ενός πακέτου από οποιονδήποτε άλλο σταθμό. Όπως φαίνεται στον πίνακα 2.2, εξαρτάται από το φυσικό στρώμα, και λαμβάνεται υπόψη η καθυστέρηση διάδοσης, για τον χρόνο που απαιτείται να μεταβεί από την κατάσταση λήψης στην κατάσταση μετάδοσης και για το χρόνο ενημέρωσης του στρώματος MAC για την κατάσταση του καναλιού.

<i>PHY</i>	<i>Slot Time</i> ( $\sigma$ )	$CW_{min}$	$CW_{max}$
<i>FHSS</i>	<i>50 <math>\mu</math>s</i>	<i>16</i>	<i>1024</i>
<i>DSSS</i>	<i>20 <math>\mu</math>s</i>	<i>32</i>	<i>1024</i>
<i>IR</i>	<i>8 <math>\mu</math>s</i>	<i>64</i>	<i>1024</i>

**Πίνακας 2.2:** Τιμές χρονοσχισμής (*Slot Time*), ελάχιστου και μέγιστου παραθύρου ανταγωνισμού (*contention window*) για τις τρεις διαφορετικές τεχνολογίες φυσικού στρώματος IEEE 802.11

Το DCF εφαρμόζει ένα σχήμα εκθετικής αναμονής. Σε κάθε μετάδοση πακέτου, ο χρόνος αναμονής επιλέγεται ομοιόμορφα στο διάστημα  $(0, w-1)$ . Η τιμή  $w$  καλείται Παράθυρο Ανταγωνισμού (Contention Window) και εξαρτάται από τον αριθμό των αποτυχημένων μεταδόσεων για το πακέτο. Στην πρώτη προσπάθεια μετάδοσης, το  $w$

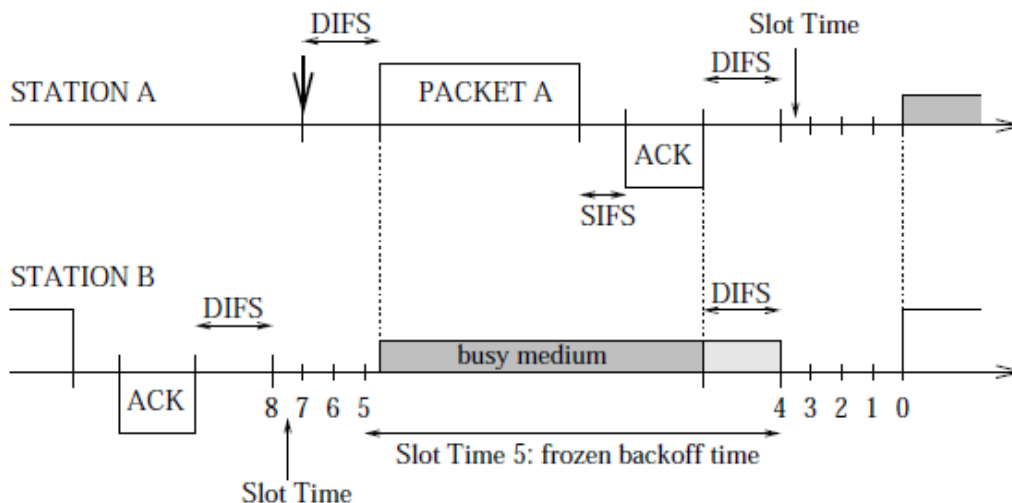


τίθεται ίσο με μια τιμή  $CW_{min}$ , που λέγεται ελάχιστο παράθυρο ανταγωνισμού. Μετά από κάθε ανεπιτυχή μετάδοση, το  $w$  διπλασιάζεται, μέχρι μια μέγιστη τιμή

$$CW_{max} = 2^m \cdot CW_{min}. \text{ Οι τιμές } CW_{min} \text{ και } CW_{max} \text{ συνοψίζονται στον πίνακα 2.2.}$$

Ο μετρητής αναμονής μειώνεται όσο το κανάλι ανιχνεύεται αδρανές, “παγώνει” όταν εντοπίζεται μετάδοση στο κανάλι, και ξαναενεργοποιείται όταν το κανάλι ανιχνεύεται αδρανές πάλι για περισσότερο χρόνο από ένα DIFS. Ο σταθμός μεταδίδει όταν ο χρόνος αναμονής φτάσει το 0.

Το σχήμα 2.4 περιγράφει αυτή τη λειτουργία. Δύο σταθμοί A και B μοιράζονται το ίδιο ασύρματο κανάλι. Στο τέλος της μετάδοσης πακέτου, ο σταθμός B περιμένει για ένα διάστημα DIFS και μετά επιλέγει ένα χρόνο αναμονής ίσο με 8, πριν μεταδώσει το επόμενο πακέτο. Υποθέτουμε ότι το πρώτο πακέτο του σταθμού A φτάνει τη στιγμή που δείχνει το βέλος στο σχήμα 2.4. Μετά από χρόνο DIFS, το πακέτο μεταδίδεται. Η μετάδοση του πακέτου A λαμβάνει χώρα στο μέσο του Slot Time που αντιστοιχεί σε τιμή αναμονής, για τον σταθμό B, ίση με 5. Επειδή το κανάλι είναι κατειλημμένο, η τιμή αναμονής “παγώνει” στην τιμή 5, και ο μετρητής αναμονής μειώνεται ξανά μόνο όταν το κανάλι είναι αδρανές για χρόνο DIFS.

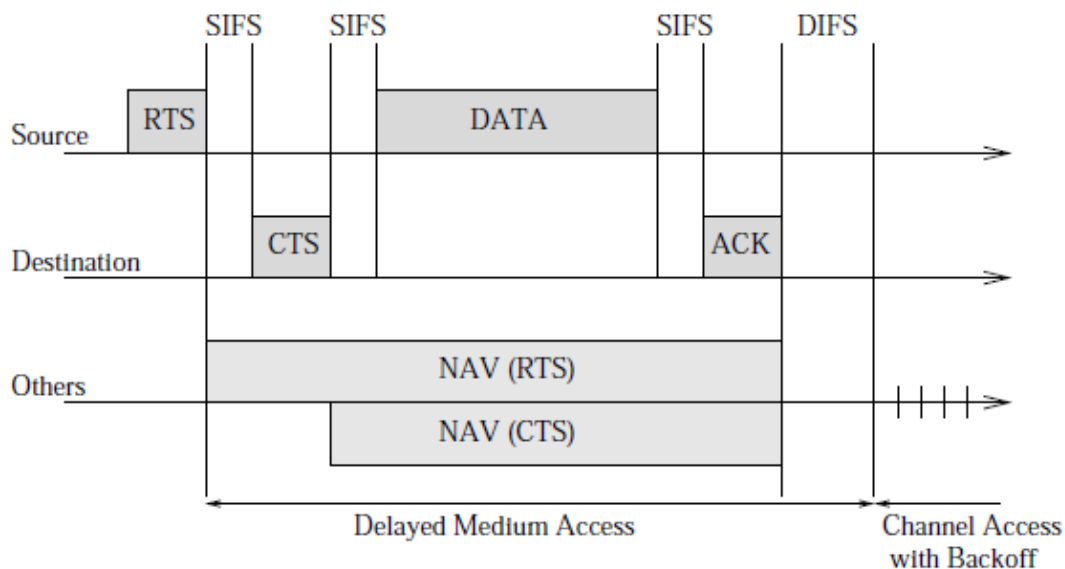


**Σχήμα 2.4 :** Παράδειγμα Μηχανισμού Βασικής Πρόσβασης

Μιας και το CSMA/CA δε στηρίζεται στη δυνατότητα των σταθμών να εντοπίζουν μια σύγκρουση ακούγοντας τη δική τους μετάδοση, μια θετική επιβεβαίωση (ACK) μεταδίδεται από τον προορισμό για να ενημερώσει για την επιτυχή λήψη του πακέτου. Η ACK μεταδίδεται μετά από μια χρονική περίοδο SIFS (Short InterFrame

Space) αφότου έχει σταλεί το πακέτο δεδομένων. Καθώς το SIFS (και η καθυστέρηση διάδοσης) είναι μικρότερο από ένα DIFS, κανένας άλλος σταθμός δε μπορεί να ανιχνεύσει το κανάλι ελεύθερο για ένα DIFS μέχρι το τέλος της ACK. Αν ο σταθμός που μεταδίδει δε λάβει την ACK εντός ενός καθορισμένου ACK\_Timeout, ή ανακαλύψει τη μετάδοση ενός διαφορετικού πακέτου στο κανάλι, επαναπρογραμματίζει τη μετάδοση του πακέτου σύμφωνα με τους κανόνες αναμονής που αναφέρθηκαν.

Η παραπάνω τεχνική διπλής χειραψίας που περιγράφηκε ονομάζεται μηχανισμός Βασικής Πρόσβασης. Το DCF ορίζει μια επιπλέον τεχνική τετραπλής χειραψίας που μπορεί να χρησιμοποιηθεί προαιρετικά για μια μετάδοση πακέτου. Αυτός ο μηχανισμός, γνωστός με το όνομα RTS/CTS, φαίνεται στο Σχήμα 2.5. Ένας σταθμός που θέλει να μεταδώσει ένα πακέτο, περιμένει μέχρι το κανάλι να καταστεί αδρανές για χρόνο DIFS, ακολουθεί τους κανόνες αναμονής που εξηγήθηκαν παραπάνω, και μετά, αντί για το πακέτο, στέλνει ένα ειδικό μικρό πλαίσιο που λέγεται Request to Send (RTS). Όταν ο σταθμός λήψης εντοπίσει ένα πλαίσιο RTS, απαντά, μετά από χρόνο SIFS, με ένα Clear to Send (CTS) πλαίσιο. Ο σταθμός που μεταδίδει επιτρέπεται να μεταδώσει το πακέτο του μόνο αν το CTS πλαίσιο έχει ληφθεί σωστά.



**Σχήμα 2.5 :** Μηχανισμός Πρόσβασης RTS/CTS

Τα πλαίσια RTS και CTS μεταφέρουν την πληροφορία του μήκους του πακέτου προς μετάδοση. Η πληροφορία αυτή μπορεί να διαβαστεί από οποιονδήποτε σταθμό που

ακούει, ο οποίος στη συνέχεια μπορεί να ενημερώσει το Network Allocation Vector (NAV) του, που περιέχει την πληροφορία για την χρονική περίοδο κατά την οποία το κανάλι θα παραμείνει απασχολημένο. Για το λόγο αυτό, όταν ένας σταθμός είναι κρυμμένος είτε από τον σταθμό που εκπέμπει είτε από αυτόν που λαμβάνει, εντοπίζοντας ένα μόνο πλαίσιο από τα RTS και CTS, μπορεί κατάλληλα να καθυστερήσει την επιπλέον μετάδοση, και έτσι να αποφύγει τη σύγκρουση.

Ο μηχανισμός RTS/CTS είναι πολύ αποδοτικός σε ό,τι αφορά την επίδοση του συστήματος, ειδικά όταν θεωρούμε μεγάλα πακέτα, καθώς μειώνει το μήκος των πλαισίων που συμμετέχουν στη διαδικασία ανταγωνισμού. Στην πράξη, υποθέτοντας ότι κάθε σταθμός ανιχνεύει το κανάλι, σύγκρουση μπορεί να γίνει μόνο όταν δύο (ή περισσότερα) πακέτα μεταδίδονται στην ίδια χρονοσχιμή. Αν και οι δύο σταθμοί που εκπέμπουν χρησιμοποιούν RTS/CTS μηχανισμό, σύγκρουση συμβαίνει μόνο στα RTS πλαίσια, και γίνεται εύκολα αντιληπτή από τους σταθμούς αυτούς λόγω της έλλειψης CTS αποκρίσεων.

Παρά το γεγονός ότι η ανταλλαγή RTS/CTS μπορεί να βοηθήσει στη μείωση των συγκρούσεων, εισάγει επίσης καθυστέρηση και καταναλώνει πόρους τους καναλιού. Στην πράξη, κάθε ασύρματος σταθμός μπορεί να θέσει μια τιμή κατωφλίου RTS, έτσι ώστε η ακολουθία RTS/CTS να χρησιμοποιείται μόνο όταν το πλαίσιο είναι μεγαλύτερο απ' αυτήν την τιμή κατωφλίου. Για πολλούς ασύρματος σταθμούς, η προεπιλεγμένη τιμή κατωφλίου RTS είναι μεγαλύτερη από το μεγαλύτερο μήκος πλαισίου, οπότε η ακολουθία RTS/CTS παρακάμπτεται για όλα τα αποστέλλόμενα πλαίσια δεδομένων.

### **2.3.1.1 Επίδραση της κινητικότητας στη Λειτουργία Κατανεμημένου Συντονισμού**

Η επίδραση της κινητικότητας στην επίδοση της Κατανεμημένης Λειτουργίας Συντονισμού (DCF) του IEEE 802.11 έχει μελετηθεί.

Ανάμεσα στους πιθανούς παράγοντες που προκαλούν την χαμηλότερη επίδοση, η αύξηση του χρόνου υποχώρησης είναι ο σημαντικότερος [52].

Η κινητικότητα των ασύρματων σταθμών μειώνει την επίδοση της λειτουργίας IEEE 802.11 DCF. Η θεμελιώδης υπόθεση που αναπτύχθηκε στη DCF ότι κάθε σταθμός έχει πλήρη γνώση της κατάστασης συντονισμού δεν είναι έγκυρη όταν έχουμε

κινητικότητα για τους ασύρματους σταθμούς. Όταν πρωτοεμφανίζεται σε μια περιοχή όπου έχει επιτευχθεί συντονισμός, ένας κινητός σταθμός θα μπορούσε να χαλάσει τον υπάρχοντα συντονισμό, εισάγοντας απροσδόκητες συγκρούσεις, οι οποίες δε συμβαίνουν υπό την DCF λειτουργία, λόγω έλλειψης γνώσης συντονισμού στη νέα περιοχή. Αν χαλάσει ο υπάρχων συντονισμός, πολλοί σταθμοί-αποστολείς αναγκάζονται να κάνουν υποχωρήσεις με σκοπό να εγκαθιδρύσουν ένα νέο συντονισμό. Παίρνει αρκετή ώρα μέχρι να υπάρξει νέος συντονισμός, γι' αυτό οι σταθμοί που στέλνουν πρέπει να υποστούν μία περίοδο υποχώρησης μεγαλύτερης διάρκειας και περισσότερων RTS-CTS χειραψιών. Από την άλλη, ο αριθμός των πλαισίων δεδομένων που μπορεί να μεταδοθεί κατά τη διάρκεια αυτής της περιόδου μειώνεται, με αποτέλεσμα χαμηλή μέση ρυθμαπόδοση. Όταν έχουμε μεγαλύτερη μέση διάρκεια υποχώρησης, έχουμε και χαμηλότερη μέση τιμή ρυθμαπόδοσης υπό συνθήκες κορεσμού.

## Κεφάλαιο 3

### Δρομολόγηση στα MANET

#### 3.1 Εισαγωγή

Η δυναμική φύση των MANET έχει ως συνέπεια συνεχείς και απρόβλεπτες αλλαγές στην τοπολογία του δικτύου, καθιστώντας έτσι δύσκολη και περίπλοκη την δρομολόγηση μεταξύ των κόμβων.

Οι προκλήσεις και οι δυσκολίες που θέτει η φύση των MANET, σε συνδυασμό με τη σημασία των πρωτοκόλλων δρομολόγησης στην επικοινωνία μεταξύ των κινητών κόμβων, έχει προσελκύσει το ενδιαφέρον της επιστημονικής κοινότητας.

Πολυάριθμα πρωτόκολλα δρομολόγησης έχουν προταθεί και έχει μελετηθεί η επίδοσή τους σε διάφορα δικτυακά περιβάλλοντα και συνθήκες κίνησης.

Ο πρωταρχικός στόχος ενός πρωτοκόλλου δρομολόγησης ενός ad hoc δικτύου είναι η σωστή και αποτελεσματική δρομολόγηση μεταξύ κόμβων ώστε τα μηνύματα να παραδοθούν αξιόπιστα και έγκαιρα. Η δρομολόγηση θα πρέπει να γίνει με το ελάχιστο πρόθεμα ελέγχου και την ελάχιστη κατανάλωση εύρους ζώνης.

Στη συνέχεια παρατίθεται μία λίστα με τις επιθυμητές ιδιότητες που είναι απαραίτητο να χαρακτηρίζουν έναν αλγόριθμο δρομολόγησης [7]:

- **Κατανεμημένη Λειτουργία:** Παρόλο που αυτή η ιδιότητα θεωρείται συχνά αυτονόητη για την κατηγορία δικτύων που μελετάμε καλό είναι να επισημαίνεται.
- **Απαλλαγή από βρόχους (*Loop-freedom*):** Γενικά είναι επιθυμητό να αποφεύγονται φαινόμενα που επιδρούν με ακανόνιστο τρόπο στην ομαλή λειτουργία του δικτύου όπως για παράδειγμα η περίπτωση ενός αριθμού πακέτων που διακινούνται στο δίκτυο για μεγάλα χρονικά διαστήματα (*worst-case phenomena*). Ορισμένες λύσεις περιορίζουν το πρόβλημα (π.χ. *TTL: Time to Live*) αλλά στις περισσότερες περιπτώσεις αυτό δεν είναι αρκετό. Συνήθως απαιτείται μία κατάλληλα οργανωμένη και δομημένη προσέγγιση που αποσκοπεί στην επίλυση τέτοιων προβλημάτων, καθώς η κατάργησή τους οδηγεί σε καλύτερη συνολική απόδοση.
- **Reactive Λειτουργία:** Αντί να γίνεται η αυθαίρετη υπόθεση ότι η κίνηση μέσα σε ένα δίκτυο είναι ομοιόμορφα κατανεμημένη στον χρόνο, δίνουμε τη δυνατότητα και την ευθύνη στον αλγόριθμο δρομολόγησης να προσαρμόζει την λειτουργία

του βασιζόμενος στην κίνηση και τις τρέχουσες ανάγκες. Εάν αυτό υλοποιηθεί με έξυπνο τρόπο μπορεί να γίνει εφικτή μία καλύτερη αξιοποίηση του εύρους ζώνης και των διαθέσιμων ενεργειακών πόρων του δικτύου. Το τίμημα που πληρώνουμε σε αυτήν την περίπτωση είναι μία αύξηση στην συνολική καθυστέρηση των πακέτων καθώς η διαδρομή (*route*) που θα ακολουθηθεί κατά την δρομολόγηση των πακέτων δεν είναι γνωστή εκ των προτέρων και πρέπει να βρεθεί εκείνη τη χρονική στιγμή.

- **Proactive Λειτουργία:** Σε ορισμένες εφαρμογές η επιβάρυνση στην καθυστέρηση που προκαλεί η λειτουργία του αλγορίθμου δρομολόγησης δεν είναι αποδεκτή. Η proactive λειτουργία αποτελεί μία προσέγγιση που βρίσκεται στον αντίποδα της reactive λογικής. Πιο συγκεκριμένα οι σταθμοί διατηρούν διαδρομές για όλους τους πιθανούς σταθμούς-προορισμούς χωρίς να υπάρχει αναγκαστικά κάποιο πακέτο δεδομένων που πρέπει να αποσταλεί σε αυτούς τους προορισμούς. Για να το πετύχουν αυτό ανταλλάσσουν περιοδικά πληροφορίες ελέγχου οι οποίες καταναλώνουν ένα μέρος του διαθέσιμου εύρους ζώνης. Εάν το διαθέσιμο εύρος ζώνης και η ενέργεια λειτουργίας δεν αποτελούν ανασταλτικό παράγοντα, η proactive προσέγγιση είναι η ζητούμενη λύση.
- **Προσαρμοστικότητα στην κατάσταση του δικτύου:** Τα περισσότερα πρωτόκολλα που έχουν σχεδιαστεί μέχρι σήμερα δεν λαμβάνουν καθόλου υπόψη τους τον δυναμικό και ακανόνιστο τρόπο με τον οποίο αλλάζει η κατάσταση οποιουδήποτε ad hoc δικτύου, εξαιτίας της κίνησης των κόμβων (*mobility scenarios*) ή του ρυθμού και τρόπου γέννησης των πακέτων (*traffic patterns*). Αναπόφευκτα λοιπόν, εμφανίζονται χρονικά διαστήματα χαμηλής απόδοσης κάθε πρωτοκόλλου που δεν χαρακτηρίζεται από προσαρμοστικότητα στην λειτουργία του (*non-adaptive protocols*). Αντίθετα, εάν το πρωτόκολλο έχει προσαρμοστικό χαρακτήρα είναι σε θέση να τροποποιήσει την συμπεριφορά του σύμφωνα με την κατάσταση του δικτύου ανά πάσα χρονική στιγμή. Ωστόσο, ο τρόπος με τον οποίο ένα πρωτόκολλο μπορεί να ανιχνεύσει την κατάσταση του δικτύου και να τροποποιήσει κατάλληλα τις παραμέτρους του με δυναμικό τρόπο αποτελεί ένα σοβαρό πρόβλημα και μία δύσκολη πρόκληση για κάθε σχεδιαστή.
- **Αποθηκευμένες πληροφορίες:** Όλα τα πρωτόκολλα, ακόμη και τα reactive, χρειάζεται να διατηρούν ορισμένους πίνακες με τις απαιτούμενες πληροφορίες ώστε να εξασφαλίζεται η ομαλή και αποδοτική λειτουργία του πρωτοκόλλου. Οι

πίνακες αυτοί αποθηκεύονται στις μνήμες των κόμβων που συνιστούν το δίκτυο. Είναι προφανές ότι όσο μεγαλύτερος είναι ο όγκος αυτών των πληροφοριών που αποθηκεύονται τόσο μεγαλύτερη είναι και η οικονομική επιβάρυνση για την απόκτηση επιπρόσθετης μνήμης για κάθε κόμβο. Κατά την σχεδίαση ενός νέου πρωτοκόλλου χρειάζεται να ληφθεί και αυτός ο παράγοντας υπόψη

- **Περίοδος ενημέρωσης των πληροφοριών (*Update Period*):** Το χρονικό διάστημα που μεσολαβεί μεταξύ των προγραμματισμένων ενημερώσεων των πληροφοριών που χρειάζεται ο αλγόριθμος δρομολόγησης για την ομαλή λειτουργία του είναι ιδιαίτερα σημαντικό σε proactive πρωτόκολλα. Στην ουσία αυτή είναι και η πιο σημαντική παράμετρος που πρέπει να ρυθμιστεί με βέλτιστο τρόπο έτσι ώστε να μην προκαλείται υπερβολική επιβάρυνση του δικτύου λόγω πληροφοριών ελέγχου (τα πακέτα που χρησιμοποιεί ο αλγόριθμος για να εξασφαλίσει την σωστή λειτουργία του) και ταυτόχρονα να διατηρείται ένα σύνολο από έγκυρες και έγκαιρες πληροφορίες που εξασφαλίζει την άρτια λειτουργία του πρωτοκόλλου.
- **Διάφορες επιπλέον ιδιότητες:** Μερικές ενδιαφέρουσες ιδιότητες που πολύ συχνά απαιτούνται σε αλγορίθμους δρομολόγησης για ad hoc δίκτυα είναι η περιοδική “sleep” λειτουργία, η υποστήριξη μονοκατευθυντήριων συνδέσεων και η ύπαρξη κάποιας μορφής ασφάλειας στην ανταλλαγή πληροφοριών.

Τα ποσοτικά κριτήρια αξιολόγησης που συνήθως χρησιμοποιούνται για τη σύγκριση επίδοσης είναι [7]:

- **Από-άκρο-σε-άκρο απόδοση και καθυστέρηση (*end-to-end throughput and delay*):** Με την βοήθεια στατιστικών προσεγγίσεων και μεγεθών (μέσες τιμές, κατανομές, διακυμάνσεις, αποκλίσεις κλπ) είναι εφικτό να ποσοτικοποιηθούν παράμετροι όπως η καθυστέρηση και η από-άκρο-σε-άκρο απόδοση, οι οποίες είναι εξαιρετικά σημαντικές για την συνολική εκτίμηση της λειτουργίας ενός πρωτοκόλλου. Αυτά τα μεγέθη αποτελούν έναν «εξωτερικό» τρόπο εκτίμησης της λειτουργίας ενός αλγορίθμου δρομολόγησης.
- **Χρόνος εύρεσης της Διαδρομής (*Route Acquisition Time*):** Μια παράμετρος εκτίμησης της καθυστέρησης από-άκρο-σε-άκρο (παρουσιάζει ιδιαίτερο ενδιαφέρον σε reactive αλγορίθμους δρομολόγησης) αποτελεί το χρονικό

διάστημα που απαιτείται για την δημιουργία μιας διαδρομής όταν αυτή απαιτείται.

- **Ποσοστό πακέτων που δεν παραδόθηκαν με την σωστή σειρά (*Percentage Out-of-Order Delivery*):** Συνιστά έναν “εξωτερικό” τρόπο εκτίμησης της λειτουργίας ενός αλγορίθμου δρομολόγησης που λειτουργεί χωρίς σύνδεση (με ιδιαίτερο ενδιαφέρον σε πρωτόκολλα του επιπέδου μεταφοράς π.χ. TCP που απαιτούν παράδοση των πακέτων με την σωστή σειρά ακόμη και αν το δίκτυο που υφίσταται είναι αναξιόπιστο)
- **Αποδοτικότητα (*Efficiency*):** Συνιστά “εσωτερικό” τρόπο εκτίμησης της λειτουργίας ενός αλγορίθμου δρομολόγησης. Η αποδοτικότητα ενός πρωτοκόλλου είναι πιθανό να επιδρά ή να μην επιδρά άμεσα στην δρομολόγηση των δεδομένων (ωφέλιμες πληροφορίες) μέσα στο δίκτυο. Στην περίπτωση που οι πληροφορίες ελέγχου και τα δεδομένα μοιράζονται το ίδιο κανάλι και το εύρος ζώνης του καναλιού είναι περιορισμένο (όπως συμβαίνει στην περίπτωση των MANET δικτύων), η υπερβολική διακίνηση μηνυμάτων ελέγχου οδηγεί σε μεγάλη επιβάρυνση και μείωση της απόδοσης του δικτύου.

## 3.2 Πρωτόκολλα δρομολόγησης για ενσύρματα δίκτυα

Τα πρωτόκολλα δρομολόγησης για ενσύρματα δίκτυα είναι βασισμένα σε πίνακες δρομολόγησης, οι οποίοι αποθηκεύουν διαδρομές προς όλους τους πιθανούς προορισμούς. Για να είναι οι πίνακες δρομολόγησης ενημερωμένοι και να απεικονίζουν την πραγματική τοπολογία του δικτύου, οι κόμβοι ανταλλάσσουν συνεχώς ενημερώσεις μεταξύ τους και επαναυπολογίζουν τις διαδρομές.

Οι αλγόριθμοι δρομολόγησης των πρωτοκόλλων αυτών χωρίζονται σε δύο κατηγορίες:

- Αλγόριθμοι κατάστασης ζεύξης (Link State Algorithms) και
- Αλγόριθμοι διανύσματος αποστάσεων (Distance Vector Algorithms)

### 3.2.1 Αλγόριθμοι κατάστασης ζεύξης

Ένας αλγόριθμος κατάστασης ζεύξης είναι ένας καθολικός αλγόριθμος δρομολόγησης (global routing algorithm) καθώς υπολογίζει τη διαδρομή ελαχίστου



κόστους από την πηγή στον προορισμό έχοντας πλήρη, καθολική γνώση για το δίκτυο. Η τοπολογία δικτύου και το κόστος όλων των ζεύξεων είναι γνωστά. Αυτό επιτυγχάνεται με την εκπομπή των πακέτων κατάστασης ζεύξης από έναν κόμβο προς όλους τους άλλους κόμβους μέσα στο δίκτυο. Τα πακέτα κατάστασης ζεύξης ενημερώνουν τους υπόλοιπους κόμβους για το ποιοι είναι οι γείτονες του αποστολέα και το αντίστοιχο κόστος ζεύξης. Κάθε κόμβος λοιπόν μπορεί, έχοντας πλήρη εικόνα του δικτύου, να υπολογίσει τη διαδρομή ελαχίστου κόστους προς οποιονδήποτε άλλο κόμβο, εφαρμόζοντας συνήθως τον αλγόριθμο του Dijkstra. Ο αλγόριθμος αποτελείται από ένα βήμα αρχικοποίησης, ακολουθούμενο από ένα βρόχο. Στο βήμα αρχικοποίησης είναι γνωστές οι διαδρομές από τον κόμβο-πηγή προς τους γειτονικούς του κόμβους. Κατά την πρώτη επανάληψη, προσθέτουμε στο υποσύνολο των κόμβων με γνωστή ελάχιστη διαδρομή τον κόμβο με το ελάχιστο κόστος στο τέλος της προηγούμενης επανάληψης, δηλαδή εν προκειμένω τον γείτονα που έχει το μικρότερο κόστος ζεύξης με τον κόμβο-πηγή. Η διαδικασία αυτή συνεχίζεται μέχρις ότου όλοι οι κόμβοι του δικτύου να προστεθούν στο υποσύνολο των κόμβων με γνωστή ελάχιστη διαδρομή.

### 3.2.2 Αλγόριθμοι διανύσματος απόστασης

Ο αλγόριθμος διανύσματος απόστασης είναι επαναληπτικός, ασύγχρονος και κατανεμημένος. Είναι κατανεμημένος με την έννοια ότι κάθε κόμβος δέχεται κάποιες πληροφορίες από έναν ή περισσότερους από τους γείτονές του, κάνει έναν υπολογισμό και κατανέμει τα αποτελέσματα πίσω στους γείτονές του. Είναι επαναληπτικός με την έννοια ότι αυτή η διαδικασία συνεχίζεται μέχρι να μην ανταλλάσσονται άλλες πληροφορίες ανάμεσα σε γειτονικούς κόμβους. Είναι ασύγχρονος με την έννοια ότι δεν απαιτεί όλοι οι κόμβοι να λειτουργούν σε συγχρονισμό μεταξύ τους.

Ο υπολογισμός της διαδρομής στους αλγορίθμους διανύσματος αποστάσεων βασίζεται σε μια κατανεμημένη εκδοχή του κλασσικού αλγορίθμου Bellman Ford. Ας συμβολίσουμε με  $d_x(y)$  το κόστος της διαδρομής ελαχίστου κόστους από τον κόμβο  $x$  μέχρι τον κόμβο  $y$ . Τότε, με βάση την εξίσωση Bellman-Ford, το κόστος αυτό είναι

$$d_x(y) = \min_v \{c(x, v) + d_v(y)\}$$

όπου το  $\min_v$  στην εξίσωση λαμβάνεται για όλους τους γειτονικούς κόμβους του  $x$  και με  $c(x, v)$  συμβολίζεται το κόστος της ζεύξης του κόμβου  $x$  με τον κόμβο  $v$ .

Κάθε κόμβος στέλνει ένα αντίγραφο του διάνυσματος απόστασης προς κάθε γείτονά του. Όταν ένας κόμβος  $x$  δέχεται ένα νέο διάνυσμα απόστασης από έναν από τους γείτονές του  $v$ , αποθηκεύει το διάνυσμα απόστασης του  $v$  και μετά χρησιμοποιεί την εξίσωση Bellman-Ford για να ενημερώσει το διάνυσμα απόστασής του ως εξής:

$$D_x(y) = \min_v \{c(x, v) + d_v(y)\}$$

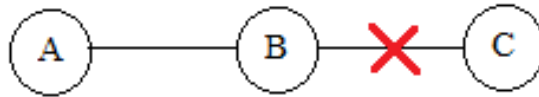
Αν το διάνυσμα απόστασης του κόμβου  $x$  έχει αλλάξει ως αποτέλεσμα αυτής της νέας ενημέρωσης, ο κόμβος  $x$  θα στείλει το ενημερωμένο διάνυσμα απόστασης σε κάθε έναν από τους γείτονές του και ο κάθε γείτονας θα ενημερώσει με τη σειρά του τα δικά του διανύσματα απόστασης.

Μέσα στον αλγόριθμο Distance Vector ένας κόμβος  $x$  ενημερώνει την εκτίμηση για το διάνυσμα απόστασης όταν, είτε βλέπει μια αλλαγή κόστους σε μια από τις απευθείας συνδεδεμένες σε αυτόν ζεύξεις, είτε λαμβάνει μια ενημέρωση διανύσματος απόστασης από κάποιο γείτονα.

Η διεργασία λήψης ενημερωμένων διανυσμάτων αποστάσεων από γείτονες, υπολογισμού εκ νέου καταχωρήσεων πίνακα δρομολόγησης και πληροφόρησης των γειτόνων για το αλλαγμένο κόστος της διαδρομής ελαχίστου κόστους προς έναν προορισμό συνεχίζεται μέχρι να μην αποσταλεί κανένα άλλο μήνυμα ενημέρωσης. Σ' αυτό το σημείο, εφόσον δεν στέλνονται μηνύματα ενημέρωσης, δε θα γίνει κανένας υπολογισμός πίνακα δρομολόγησης και ο αλγόριθμος θα εισέλθει σε μια κατάσταση ηρεμίας και θα παραμείνει σε αυτήν την κατάσταση μέχρι να αλλάξει το κόστος μιας ζεύξης.

### **Το πρόβλημα μέτρησης στο άπειρο**

Έστω ότι η ζεύξη B-C του σχήματος 3.1 παθαίνει βλάβη. Το κόστος κάθε ζεύξης είναι 1 άλμα. Ο κόμβος B διαπιστώνει τη βλάβη, αλλά βλέπει στον πίνακα δρομολόγησης του ότι ο A έχει μια διαδρομή 2 αλμάτων προς τον C. Το πρόβλημα είναι ότι ο B δε γνωρίζει ότι αυτή η διαδρομή (από τον A στον C) γίνεται μέσω του B. Ο κόμβος B ενημερώνει τον πίνακα δρομολόγησης του και η απόσταση του προς τον C είναι πλέον 3 αλμάτων. Στη συνέχεια ο A, ο οποίος δεν γνωρίζει για τη βλάβη, λαμβάνει την ενημέρωση αλλαγής του B. Έτσι αλλάζει και αυτός τον πίνακα δρομολόγησης του: η νέα απόσταση από τον A στον C είναι 4 άλματα. (1 άλμα μέχρι τον B και 3 από τον B μέχρι τον C). Η διαδικασία αυτή δε σταματά ποτέ και έχει σαν συνέπεια την ακινητοποίηση όλου του δικτύου.



**Σχήμα 3.1 :** Το πρόβλημα μέτρησης ως το άπειρο

Συνοψίζοντας, ο αλγόριθμος DV μπορεί να συγκλίνει αργά και να έχει βρόχους δρομολόγησης, καθώς ο αλγόριθμος συγκλίνει. Ο DV παρουσιάζει επίσης το πρόβλημα της μέτρησης ως το άπειρο.

Ο αλγόριθμος LS συγκλίνει ταχύτερα, αλλά απαιτεί μεγαλύτερη επιβάρυνση φορτίου, καθώς όταν αλλάζει το κόστος μιας ζεύξης, το νέο κόστος πρέπει να σταλεί σε όλους τους κόμβους.

Τέλος, αν ένας κόμβος παρουσιάσει βλάβη, στον LS η εκπομπή του λανθασμένου κόστους θα γίνει για μία από τις συνδεδεμένες ζεύξεις του κόμβου (αλλά όχι για τις άλλες ζεύξεις). Αντίθετα, στον DV αλγόριθμο, ένας κόμβος μπορεί να δώσει λανθασμένα στοιχεία διαδρομών ελαχίστου κόστους σε οποιονδήποτε ή όλους τους προορισμούς.

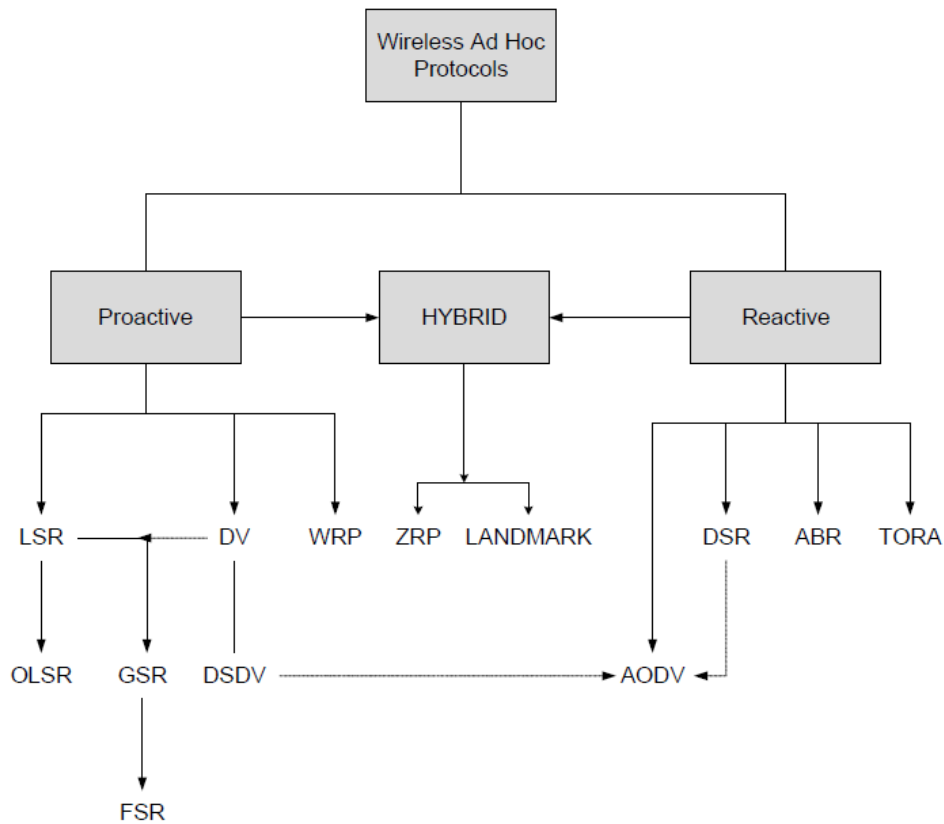
### **3.3 Ταξινόμηση πρωτοκόλλων δρομολόγησης για ad-hoc δίκτυα**

Τα πρωτόκολλα δρομολόγησης κατατάσσονται σε τρεις μεγάλες κατηγορίες:

- Επίπεδης δρομολόγησης, που χωρίζονται σε proactive και reactive πρωτόκολλα
- Ιεραρχικής δρομολόγησης
- Δρομολόγησης με βάση τη γεωγραφική θέση

Στα πρωτόκολλα επίπεδης δρομολόγησης κάθε κόμβος που συμμετέχει στη δρομολόγηση επιτελεί τον ίδιο ρόλο. Αντίθετα, η ιεραρχική δρομολόγηση αναθέτει διαφορετικούς ρόλους στους κόμβους του δικτύου. Η δρομολόγηση με βάση τη γεωγραφική θέση απαιτεί κάθε κόμβος να είναι εξοπλισμένος με GPS (Global Positioning System). Αυτή η απαίτηση είναι αρκετά ρεαλιστική στις μέρες μας καθώς τέτοιες συσκευές είναι οικονομικά προσιτές και μπορούν να παρέχουν λογική ακρίβεια.

Η κατηγοριοποίηση των πρωτοκόλλων επίπεδης δρομολόγησης, που θα μας απασχολήσει παρακάτω, δίνεται στο σχήμα 3.2:



Σχήμα 3.2: Κατηγορίες πρωτοκόλλων επίπεδης δρομολόγησης

### 3.3.1 Πινακοδηγούμενα (Proactive ή Table-Driven)

#### πρωτόκολλα

Το πλεονέκτημα των πρωτοκόλλων αυτών είναι ότι υπάρχει άμεσα μια διαθέσιμη διαδρομή προς κάθε προορισμό, οπότε δεν υφίσταται καθυστέρηση όταν μια εφαρμογή θέλει να στείλει πακέτα. Το γεγονός αυτό είναι ιδιαίτερα σημαντικό σε πολλές περιπτώσεις, όπως για παράδειγμα στις διαδραστικές εφαρμογές. Οι κύριοι μηχανισμοί που χρησιμοποιούνται στα proactive πρωτόκολλα είναι οι ακόλουθοι:

- Αύξηση της ποσότητας πληροφορίας για την τοπολογία του δικτύου σε κάθε κόμβο, για την αποφυγή βρόχων και την ταχύτερη σύγκλιση του πρωτοκόλλου
- Δυναμική μεταβολή στο μέγεθος των ενημερώσεων διαδρομής και στη συχνότητα ενημερώσεων
- Βελτιστοποίηση της τεχνικής πλημμύρας

- Συνδυασμός χαρακτηριστικών των Distance Vector και Link State πρωτοκόλλων.

### 3.3.1.1 DSDV (Destination Sequenced Distance Vector)

Το DSDV πρωτόκολλο είναι ένα πρωτόκολλο διανύσματος απόστασης. Το DSDV χρησιμοποιεί αριθμούς ακολουθίας ανά κόμβο για την αποφυγή του προβλήματος μέτρησης στο άπειρο και την εμφάνιση βρόχων. Ένας κόμβος αυξάνει τον αριθμό ακολουθίας του όποτε υπάρχει αλλαγή στην τοπική γειτονιά του (προσθήκη ή απώλεια σύνδεσης). Όταν υπάρχει η δυνατότητα επιλογής μεταξύ δύο διαδρομών για έναν προορισμό, ο κόμβος επιλέγει πάντα τη διαδρομή με το μεγαλύτερο αριθμό ακολουθίας, δηλαδή την πιο πρόσφατη.

Επειδή το DSDV είναι proactive πρωτόκολλο, κάθε κόμβος διατηρεί μια διαδρομή προς κάθε άλλο κόμβο του δικτύου. Ο πίνακας δρομολόγησης περιέχει τις ακόλουθες πληροφορίες για κάθε καταχώρηση: διεύθυνση IP προορισμού, αριθμός ακολουθίας προορισμού, διεύθυνση IP επόμενου hop, αριθμός αλμάτων μέχρι τον προορισμό και χρόνος εγκατάστασης. Το DSDV κάνει χρήση περιοδικών αλλά και διεγερόμενων από γεγονότα (event-triggering) ενημερώσεων του πίνακα δρομολόγησης.

Κάθε χρονική περίοδο, που είναι συνήθως 30-90 δευτερόλεπτα, κάθε κόμβος εκπέμπει στους γείτονές του τον τρέχοντα αριθμό ακολουθίας, μαζί με τις πλήρεις ενημερώσεις (full updates) δηλαδή τις μεταδόσεις ολόκληρου του πίνακα δρομολόγησης ενός κόμβου. Οι ενημερώσεις αυτές είναι της μορφής < διεύθυνση IP προορισμού, αριθμός ακολουθίας προορισμού, αριθμός αλμάτων >.

Αφού λάβουν το μήνυμα ενημέρωσης, οι γειτονικοί κόμβοι χρησιμοποιούν αυτήν την πληροφορία για να ανανεώσουν τις δικές τους καταχωρήσεις με βάση τη distance-vector διαδικασία που περιγράφηκε στην παράγραφο 3.2.2.

Επιπλέον το DSDV κάνει και χρήση ενημερώσεων οδηγούμενων από γεγονότα, όπως η ανακοίνωση σημαντικών αλλαγών σε μια ζεύξη ή η απώλεια ζεύξεων. Αυτές οι ενημερώσεις ονομάζονται έκτακτες ενημερώσεις (incremental updates) και βοηθούν στην έγκαιρη ανακάλυψη των αλλαγών των διαδρομών. Οι έκτακτες μεταδόσεις περιλαμβάνουν μόνο εκείνες τις καταχωρήσεις του πίνακα δρομολόγησης που έχουν αλλάξει από την τελευταία πλήρη ενημέρωση. Εάν ο αριθμός των αλλαγών αυτών είναι τόσο μεγάλος που να μη χωράει σε ένα NPDU(Network Protocol Data Unit), μεταδίδεται μια πλήρης ενημέρωση κατά τη διάρκεια της επόμενης περιόδου.

Περαιτός αριθμός ακολουθίας σε μια καταχώρηση υποδηλώνει απόσταση ίση με το άπειρο και χρησιμοποιείται για εκείνους τους προορισμούς που γίνονται μη προσβάσιμοι, ενώ οι άρτιοι αριθμοί χρησιμοποιούνται από τον προορισμό για την ενημέρωση των διαδρομών.

Όπως αναφέρθηκε και προηγουμένως, όταν υπάρχει η δυνατότητα επιλογής μεταξύ δύο διαδρομών για έναν προορισμό, ο κόμβος επιλέγει πάντα τη διαδρομή με το μεγαλύτερο αριθμό ακολουθίας. Το γεγονός αυτό εγγυάται τη χρησιμοποίηση της πιο πρόσφατης πληροφορίας για το συγκεκριμένο προορισμό. Στην περίπτωση όπου δύο διαδρομές έχουν τον ίδιο προορισμό, ο κόμβος επιλέγει εκείνη με το μικρότερο αριθμό hops. Από την άλλη, αν όλες οι μετρικές είναι ισοδύναμες, τότε η επιλογή μεταξύ διαδρομών είναι αυθαίρετη. Μια καταχώρηση διαγράφεται από τον πίνακα δρομολόγησης αν δεν έχει ληφθεί κάποια ενημέρωση για αυτήν μετά από έναν ορισμένο αριθμό περιοδικών ενημερώσεων. Η διαγραφή αυτή γίνεται όταν ανανεώνονται και οι καταχωρήσεις του πίνακα από τις περιοδικές ενημερώσεις.

Στο DSDV, οι διαδρομές με μετρική ίση με άπειρο “διαφημίζονται” χωρίς καθυστέρηση, ενώ οι υπόλοιπες διαδρομές περιμένουν για ένα χρονικό διάστημα που ονομάζεται μέσος χρόνος ανωφλίου (average settling time). Δηλαδή κάθε κόμβος που λαμβάνει μια νέα ενημέρωση περιμένει για κάποιο διάστημα προτού τη “διαφημίσει”, και αυτό γιατί μπορεί να φτάσει λίγο αργότερα κάποια άλλη διαδρομή με καλύτερη μετρική.

Αυτό συμβαίνει λόγω της ασύγχρονης φύσης των περιοδικών ενημερώσεων. Ο μέσος χρόνος ανωφλίου είναι ο μέσος χρόνος που απαιτείται για να σταθεροποιηθεί μια διαδρομή προς τον προορισμό. Με άλλα λόγια, είναι το διάστημα μεταξύ του χρόνου λήψης της πρώτης διαδρομής με έναν συγκεκριμένο αριθμό ακολουθίας και του χρόνου λήψης της διαδρομής με τον ίδιο αριθμό ακολουθίας αλλά καλύτερη μετρική για τον προορισμό. Όταν λάβει ένα νέο αριθμό ακολουθίας και μια νέα μετρική για έναν προορισμό, το DSDV πρωτόκολλο περιμένει για  $n \times \text{WST}$  (Weighted Settling Time) δευτερόλεπτα προτού στείλει μια ενημέρωση διαδρομής, όπου το  $n$  αναφέρεται ως πολλαπλασιαστής του WST. Έτσι μειώνονται οι ενημερώσεις διαδρομών και συνεπώς η χρησιμοποίηση του εύρους ζώνης αλλά και η κατανάλωση ισχύος από τους γειτονικούς κόμβους.

Το πρωτόκολλο DSDV είναι αποτελεσματικό σε μικρού μεγέθους δίκτυα, καθώς σε δίκτυα με μεγάλο αριθμό κόμβων υπάρχει μεγάλη επιβάρυνση λόγω ανταλλαγής πληροφοριών ελέγχου, καθώς αυξάνεται ο αριθμός των καταχωρήσεων στους πίνακες

δρομολόγησης και η συχνότητα με την οποία χρειάζεται να μεταδίδονται αυτοί οι πίνακες.

### 3.3.1.2 OLSR (Optimized Link State Routing)

Το OLSR πρωτόκολλο είναι μια βελτιστοποίηση πάνω στο κλασικό link state πρωτόκολλο, προσαρμοσμένο στα κινητά ad hoc δίκτυα. Το OLSR βασίζεται στους MultiPoint Relay κόμβους δρομολόγησης. Η χρήση των κόμβων αυτών μειώνει το μέγεθος των μηνυμάτων ελέγχου: αντί ένας κόμβος να ανακοινώνει όλες τις ζεύξεις του σε όλους τους κόμβους του δικτύου, ανακοινώνει μόνο το σύνολο των ζεύξεων με τους κόμβους-γείτονες που τον έχουν επιλέξει ως MPR. Η χρήση των MPR ελαχιστοποιεί επίσης την πλημμύρα των μηνυμάτων ελέγχου. Στην πράξη μόνο οι MPR κόμβοι προωθούν μηνύματα ελέγχου.

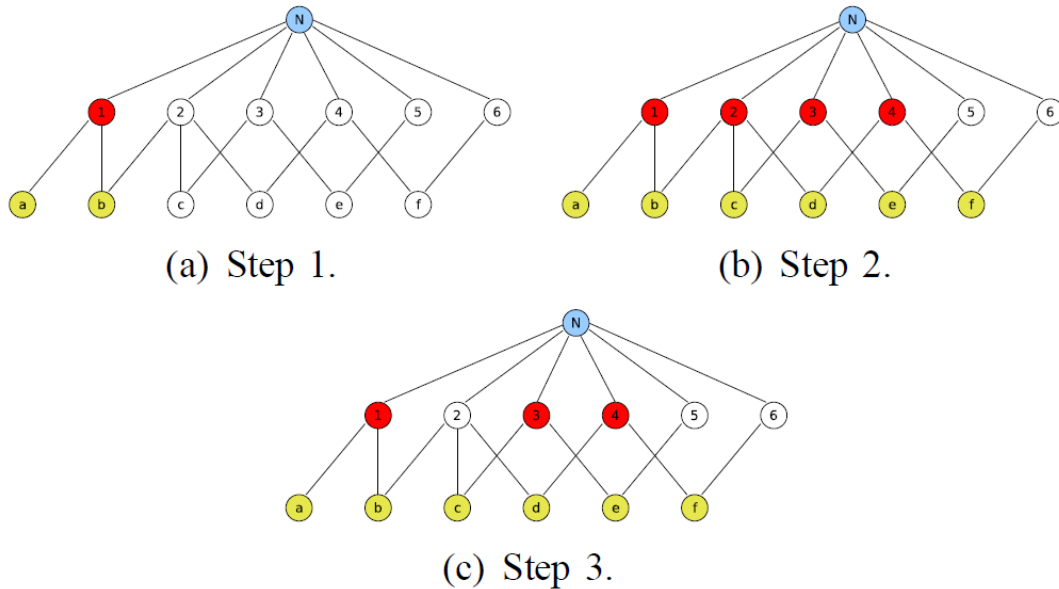
Παρακάτω παρουσιάζονται οι δύο κύριες λειτουργίες του OLSR, η ανακάλυψη γείτονα (Neighbor Discovery) και η διάδοση τοπολογίας (Topology Dissemination).

*Ανακάλυψη γείτονα:* Για να εντοπίσει τους κόμβους με τους οποίους συνδέεται απευθείας, κάθε κόμβος εκπέμπει περιοδικά μηνύματα Hello, που περιλαμβάνουν τη λίστα με τους γείτονες που είναι γνωστοί στον κόμβο καθώς και την κατάσταση ζεύξης (συμμετρική, ασυμμετρική, multipoint relay, ή χαμένη). Τα Hello μηνύματα λαμβάνονται από όλους τους γείτονες ενός άλματος, αλλά δεν προωθούνται. Εκπέμπονται μια φορά ανά περίοδο ανανέωσης που ονομάζεται “Hello\_interval”. Έτσι, μέσω των Hello μηνυμάτων κάθε κόμβος ανακαλύπτει τους γείτονες ενός άλματος αλλά και δύο αλμάτων. Με βάση αυτήν την πληροφορία, κάθε κόμβος επιλέγει ανεξάρτητα το δικό του σύνολο από multipoint relays (MPR) από τους γείτονες ενός άλματος, τέτοιο ώστε οι MPR κόμβοι να καλύπτουν (με την έννοια της ραδιοκάλυψης) όλους τους γείτονες δύο αλμάτων. Το πρωτόκολλο OLSR επιλέγει συμμετρικές ζεύξεις για τη δρομολόγηση, για να αποφευχθούν τα προβλήματα που δημιουργούνται από τη μετάδοση πακέτου σε μονοκατευθυντική ζεύξη.

Αλγόριθμος επιλογής MPR: Εκτελείται σε τρία βήματα:

- 1) Ένας κόμβος  $N_i$  αρχικά επιλέγει ως MPR όλους τους γείτονες που είναι οι μοναδικοί γείτονες ενός κόμβου δύο αλμάτων από τον  $N_i$ .
- 2) Στη συνέχεια διαλέγει σαν MPR έναν γείτονα που καλύπτει το μεγαλύτερο αριθμό κόμβων δύο αλμάτων που δεν καλύπτονται ακόμη από το σύνολο MPR (έχει μεγαλύτερο βαθμό).

3) Τέλος, κάθε κόμβος  $N_j$  τέτοιος ώστε αν αποκλειστεί από το MPR σύνολο να καλύπτονται όλοι οι κόμβοι δύο αλμάτων, απορρίπτεται από το σύνολο.



**Σχήμα 3.3 :** Επιλογή MPR κόμβων στο OLSR πρωτόκολλο

Το σχήμα 3.3 δείχνει τα διαφορετικά βήματα του αλγορίθμου επιλογής MPR κόμβων που εκτελείται από τον κόμβο N. Στο πρώτο βήμα, ο κόμβος N επιλέγει τον κόμβο 1 σαν MPR, επειδή είναι ο μόνος γείτονας που συνδέεται με τον κόμβο a. Στο βήμα 2, ο κόμβος N επιλέγει διαδοχικά τον κόμβο 2 γιατί καλύπτει δύο άγνωστους γείτονες δύο αλμάτων (τους b και c) και έχει το μεγαλύτερο βαθμό, στη συνέχεια τον κόμβο 3 για να καλύψει τον κόμβο e και τέλος τον κόμβο 4 για να καλύψει τον f. Στο βήμα 3, ο κόμβος N μετακινεί τον κόμβο 2, καθώς όλοι οι κόμβοι δύο αλμάτων καλύπτονται επαρκώς από τους κόμβους 1,3 και 4. Επομένως οι MPR κόμβοι του N είναι οι 1,3 και 4.

Το σύνολο MPR υπολογίζεται οπότε εντοπίζεται μια αλλαγή στους γείτονες ενός ή δύο αλμάτων. Επιπλέον, κάθε κόμβος M διατηρεί το δικό του σύνολο με τους κόμβους εκλέκτορες ( MPR selector set ). Αυτό το σύνολο περιέχει τους κόμβους που έχουν επιλέξει τον M σαν Multipoint Relay κόμβο.

#### Διάδοση τοπολογίας

Κάθε κόμβος διατηρεί τοπολογική πληροφορία του δικτύου που λαμβάνεται μέσω μηνυμάτων ελέγχου τοπολογίας (TC – Topology Control messages). Κάθε κόμβος M που έχει επιλεγεί ως MPR ευρυσκεπόμενει ένα TC μήνυμα τουλάχιστον κάθε διάστημα



“TC\_interval”. Το TC μήνυμα που προέρχεται από τον κόμβο M ανακοινώνει το σύνολο των κόμβων που έχουν επιλέξει τον M ως MPR. Τα TC μηνύματα μεταδίδονται σε όλους τους κόμβους του δικτύου και εκμεταλλεύονται τους MPR για να μειώσουν τον αριθμό των αναμεταδόσεων. Για τη βελτιστοποίηση της πλημμύρας, εφαρμόζεται ο ακόλουθος κανόνας προώθησης:

Κάθε κόμβος  $N_i$  προωθεί ένα μήνυμα ευρυεκπομπής μόνο εάν λαμβάνεται για πρώτη φορά από έναν κόμβο που έχει επιλέξει τον  $N_i$  ως MPR.

Έτσι, κάθε κόμβος είναι προσβάσιμος είτε απευθείας είτε μέσω των MPR του. Οι πληροφορίες για τους γείτονες και την τοπολογία ανανεώνονται περιοδικά, και επιτρέπουν στον κάθε κόμβο να υπολογίζει τις διαδρομές προς όλους τους γνωστούς περιορισμούς. Αυτές οι διαδρομές υπολογίζονται με τον αλγόριθμο συντομότερου μονοπατιού του Dijkstra.

### **3.3.2 Οδηγούμενα από ζήτηση (Reactive / Demand Driven)**

#### **πρωτόκολλα**

Μια διαφορετική προσέγγιση για τη δρομολόγηση σε κινητά περιβάλλοντα είναι η δρομολόγηση κατ' απαίτηση. Η προσέγγιση αυτή χαρακτηρίζεται από την εξάλειψη των συμβατικών πινάκων δρομολόγησης στους κόμβους και συνεπώς την ανάγκη των ενημερώσεων να ανιχνεύσουν αλλαγές στην τοπολογία του δικτύου.

Τα πρωτόκολλα δρομολόγησης κατ' απαίτηση υπολογίζουν μια διαδρομή πριν την μετάδοση δεδομένων. Αν δεν παράγεται κίνηση δεδομένων από τους κόμβους, τότε δεν υπάρχει καθόλου δρομολόγηση. Έτσι δικαιολογείται ο όρος reactive. Ένα reactive πρωτόκολλο χαρακτηρίζεται από τις ακόλουθες διαδικασίες, για την επίτευξη διαδρομής:

- Ανακάλυψη διαδρομής
- Διατήρηση διαδρομής
- Διαγραφή διαδρομής

Η προώθηση των πακέτων επιτυγχάνεται σύμφωνα με 2 κύριες τεχνικές:

- Δρομολόγηση πηγής
- Hop by hop

Η διαδικασία ανακάλυψης διαδρομής βασίζεται σε ένα κύκλο ερώτησης-απάντησης που δημιουργεί η πλημμύρα ερωτήσεων. Ο προορισμός εντοπίζεται από το ερώτημα

και δημιουργείται μια απάντηση. Η ανακάλυψη διαδρομής ενεργοποιείται ασύγχρονα όταν υπάρχει ανάγκη για τη μετάδοση ενός πακέτου δεδομένων και δεν είναι γνωστό κανένα μονοπάτι προς τον προορισμό. Η ανακάλυψη διαδρομής δεν απαιτείται για τη μετάδοση κάθε πακέτου, καθώς η διαδρομή που έχει ανακαλυφθεί είναι πιθανό να είναι έγκυρη για μια περίοδο χρόνου που επιτρέπει πολλές διαδοχικές μεταδόσεις στον ίδιο προορισμό.

Με την ανακάλυψη διαδρομής, οι κόμβοι του δικτύου αποκτούν μια νέα “κατάσταση δρομολόγησης” η οποία αποθηκεύει τις διαδρομές που έγιναν γνωστές. Οι πληροφορίες δρομολόγησης διατηρούνται μέσω μιας διαδικασίας, μέχρις ότου να μην χρησιμοποιούνται πλέον ή να διαγραφούν.

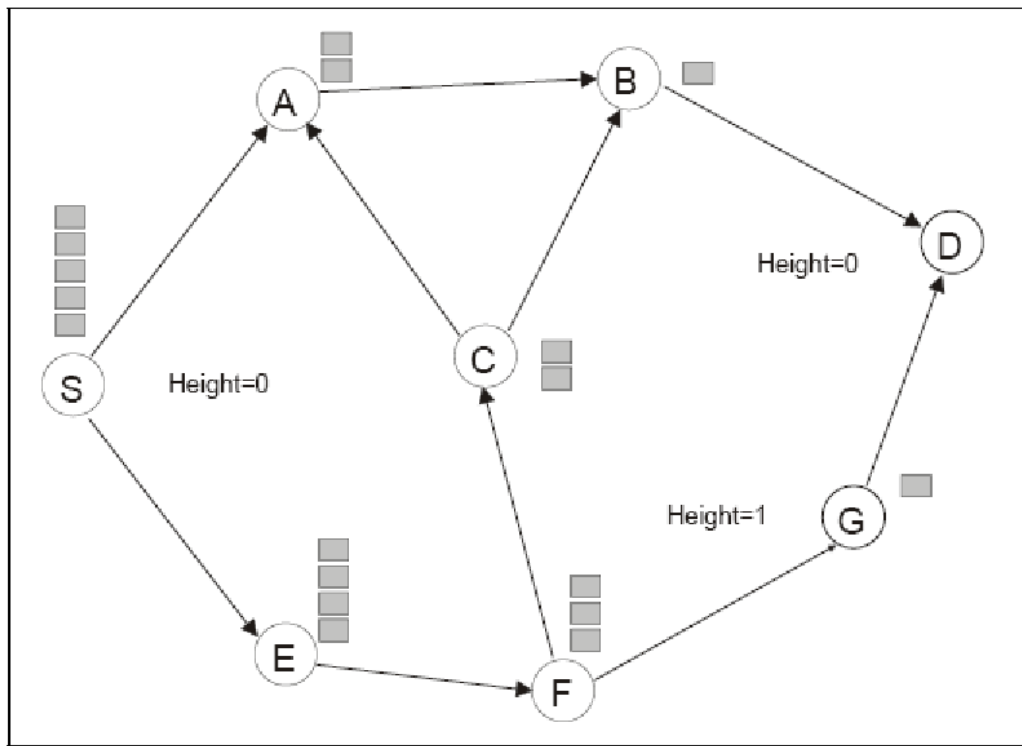
### **3.3.2.1 Temporally Ordered Routing Algorithm (TORA)**

Το πρωτόκολλο TORA ανήκει στην οικογένεια των αλγόριθμων *αντιστροφής-ζεύξης* (link reversal algorithms). Οι αλγόριθμοι αυτοί είναι σχεδιασμένοι για να παρέχουν γρήγορη αντίδραση σε τοπολογικές μεταβολές και για να ελαχιστοποιούν τον επιπλέον φόρτο (overhead) δρομολόγησης, περιορίζοντας την αντίδραση σε μια μικρή ομάδα κόμβων.

Οι αλγόριθμοι αντιστροφής-ζεύξης θεωρούν το δίκτυο σαν ένα συνδεδεμένο γράφο (connected graph) και μετατρέπουν το πρόβλημα δρομολόγησης στη δημιουργία ενός προσανατολισμένου-στον-προορισμό Κατευθυνόμενου Ακυκλικού Γράφου (destination oriented Directed Acyclic Graph, DAG [50]. Όταν ο γράφος αυτός δημιουργηθεί, θα υπάρχει ένα ακυκλικό μονοπάτι μεταξύ οποιουδήποτε κόμβου και του προορισμού. Η βασική ιδέα για την κατασκευή του γράφου είναι η εξής: ένα ύψος (height) σχετίζεται με κάθε κόμβο και οι ζεύξεις είναι προσανατολισμένες ανάλογα με τα σχετικά ύψη των γειτονικών κόμβων κάθε ζεύξης (από τον κόμβο με το μεγαλύτερο ύψος προς τον κόμβο με το μικρότερο).

Στο σχήμα 3.4 δίνεται ένα παράδειγμα ενός τέτοιου γράφου. Κάθε κόμβος έχει ένα ύψος (πρόκειται για τον αριθμό των γκρι κουτιών δίπλα σε κάθε κόμβο), ο κόμβος-προορισμός D έχει το μικρότερο ύψος (0) και οι ζεύξεις έχουν κατεύθυνση από τον κόμβο με το υψηλότερο ύψος προς τον κόμβο με το μικρότερο.

Το πρωτόκολλο TORA είναι ένα reactive πρωτόκολλο που βρίσκει εφαρμογή σε μεγάλα, δυναμικά, με περιορισμένο εύρος ζώνης δίκτυα. Το κύριο χαρακτηριστικό του πρωτόκολλου είναι η γρήγορη αντίδραση σε αποτυχίες ζεύξεων (link failures).



**Σχήμα 3.4:** Παράδειγμα προσανατολισμένου στον προορισμό Κατευθυνόμενου Ακυκλικού Γράφου

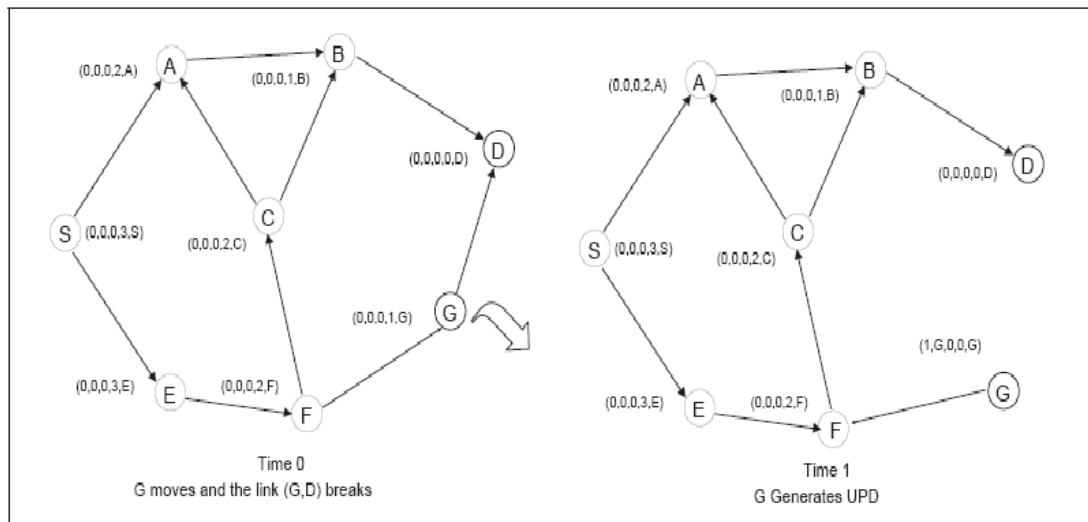
Η λειτουργία του πρωτόκολλου βασίζεται σε τρεις λειτουργίες: δημιουργία, συντήρηση και σβήσιμο διαδρομών [49]. Κάθε δεδομένη χρονική στιγμή, μια πεντάδα αριθμών σχετίζεται με κάθε κόμβο  $i$  του δικτύου :  $H_i = (\tau_i, oid_i, r_i, \delta_i, i)$ . Οι πρώτοι τρεις αριθμοί καλούνται επίπεδο αναφοράς και χρησιμοποιούνται για τη διατήρηση διαδρομών. Οι δύο τελευταίοι καλούνται επίπεδο δέλτα (delta level) και χρησιμοποιούνται για τη δημιουργία διαδρομών. Για παράδειγμα, στο σχήμα 3.5, το σχετιζόμενο με τον κόμβο  $S$  διάνυσμα μπορούσε να είναι  $H_S = (0,0,0,3,S)$  ενώ το αντίστοιχο διάνυσμα του κόμβου  $E$  να ήταν  $H_E = (0,0,0,3,E)$ . Το μέτρο του διανύσματος  $H_S$  είναι μεγαλύτερο από το μέτρο του  $H_E$  άρα ο κόμβος  $S$  είναι υψηλότερος από τον  $E$ . Ο κόμβος  $S$  αναφέρεται σαν αντίθετος-προς-την-κυκλοφορία γείτονας (upstream neighbor) του κόμβου  $E$  ενώ ο  $E$  αναφέρεται σαν προς-την-κυκλοφορία-γείτονας (downstream neighbor) του κόμβου  $S$ . Ακολουθεί σύντομη περιγραφή των λειτουργιών του πρωτόκολλου TORA.

*Δημιουργία διαδρομών* : Η λειτουργία αυτή χρησιμοποιεί δύο τύπους πακέτων, ΕΡΩΤΗΜΑ (συμβολικά QRY) και ΕΝΗΜΕΡΩΣΗ (συμβολικά UPD). Ένα πακέτο QRY περιέχει μόνο τη διεύθυνση του κόμβου προς τον οποίο ζητείται διαδρομή. Ένα πακέτο UPD περιέχει τη διεύθυνση και το ύψος του κόμβου-πηγή.

Η διαδικασία εύρεσης διαδρομής ξεκινά όταν ένας κόμβος δεν έχει προς-την-κυκλοφορία γείτονες (downstream neighbor) για κάποιον προορισμό. Τότε, ένα πακέτο QRY εκπέμπεται στο δίκτυο. Κάθε κόμβος που λαμβάνει ένα πακέτο QRY και έχει μια διαδρομή προς τον προορισμό, απαντά με εκπομπή (broadcast) ενός UDP πακέτου [49]. Καθώς ταξιδεύει μέσα στο δίκτυο, το πακέτο UDP καθορίζει το ύψος (για παράδειγμα ένα νέο επίπεδο δέλτα καθορίζεται) των κόμβων έτσι ώστε να δημιουργείται ένας προσανατολισμένος-στον-προορισμό Κατευθυνόμενος Ακυκλικός Γράφος.

*Διατήρηση διαδρομών* : ξεκινά όταν ένας κόμβος χάνει τον τελευταίο προς-την-κυκλοφορία γείτονα (downstream neighbor) για ένα δεδομένο προορισμό. Ας υποθέσουμε ότι ο κόμβος X χάνει τον τελευταίο προς-την-κυκλοφορία γείτονα (downstream neighbor) προς τον προορισμό D. Ο κόμβος X αυξάνει το ύψος του (για παράδειγμα καθορίζει ένα νέο επίπεδο αναφοράς) έτσι ώστε ένας αντίθετος-προς-την-κυκλοφορία γείτονας (upstream neighbor) του X προς τον κόμβο D να γίνει ένας προς-την-κυκλοφορία γείτονας (downstream neighbor). Στη συνέχεια, κάνει εκπομπή (broadcast) ενός UPD πακέτου με το νέο του ύψος. Κάθε κόμβος που λαμβάνει ένα UPD πακέτο, ανανεώνει τη λίστα με τους γειτονικούς κόμβους του. Εάν χάσει τον τελευταίο προς-την-κυκλοφορία γείτονα, λειτουργεί όπως ο κόμβος-γεννήτρια του UPD πακέτου, αυξάνοντας το ύψος του και εκπέμποντας ένα νέο UPD πακέτο.

Στο τέλος αυτής της διαδικασίας, ή ένας νέος προσανατολισμένος-στον-προορισμό Κατευθυνόμενος Ακυκλικός Γράφος θα έχει δημιουργηθεί είτε ένας διαμερισμός (partition). Στην περίπτωση του διαμερισμού, μια διαδικασία σβησίματος διαδρομών θα ξεκινήσει. Το πλεονέκτημα αυτής της μεθόδου διατήρησης των διαδρομών είναι ότι δε χρειάζεται να διαδοθεί σε όλο το δίκτυο το UPD πακέτο για να διορθωθεί μια διαδρομή.



**Σχήμα 3.5:** Διατήρηση διαδρομών στο πρωτόκολλο TORA

Ένα παράδειγμα της παραπάνω διαδικασίας φαίνεται στο σχήμα 3.5. Η ζεύξη ανάμεσα στους κόμβους G και D χάνεται (πιθανώς λόγω μετακίνησης του κόμβου G). Έτσι, ο G χάνει τον τελευταίο προς-την-κυκλοφορία γείτονα για τον προορισμό D. Η λύση στο πρόβλημα δίνεται εάν αντιστραφεί η ζεύξη μεταξύ των κόμβων G και F. Ο G αυξάνει το ύψος του και εκπέμπει ένα UPD πακέτο. Ο κόμβος F λαμβάνει το πακέτο αλλά δεν το επανεκπέμπει γιατί διατηρεί ακόμη ένα προς-την-κυκλοφορία γείτονα για τον προορισμό D, τον κόμβο C.

*Σβήσιμο διαδρομών* : όταν εντοπίζεται ένας διαμερισμός (partition), ένα πακέτο διαγραφής εκπέμπεται μέσα στο διαμερισμό και όλες οι διαδρομές προς τον απρόσιτο κόμβο διαγράφονται.

### 3.3.2.2 AODV (Ad Hoc On-Demand Distance Vector)

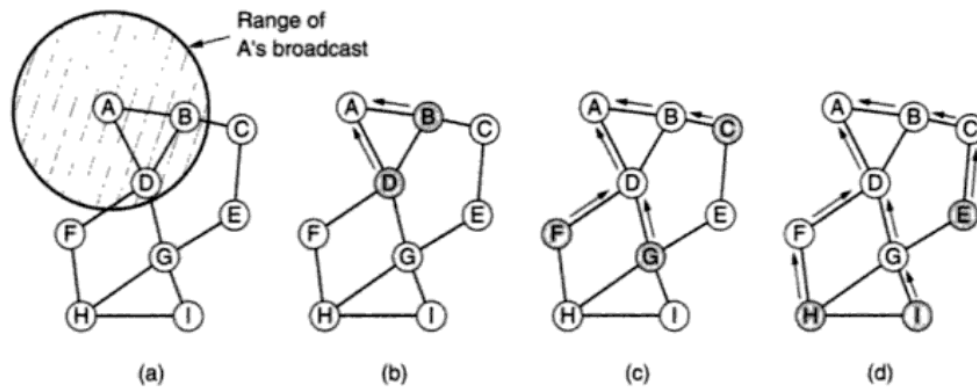
Όταν ένας κόμβος θέλει να στείλει πακέτα σε κάποιον προορισμό, ελέγχει αρχικά τον πίνακα δρομολόγησής του για να δει αν υπάρχει ήδη καταχωρημένη μια διαδρομή προς τον προορισμό. Αν υπάρχει μια τέτοια διαδρομή, μπορεί να την χρησιμοποιήσει για τη μετάδοση πακέτων. Σε αντίθετη περίπτωση, πρέπει να εκκινήσει μια διαδικασία ανακάλυψης διαδρομής. Ο κόμβος πηγή δημιουργεί ένα πακέτο αίτησης δρομολογίου (RREQ). Η μορφή ενός πακέτου RREQ φαίνεται στο σχήμα 3.6:

Διεύθυνση προέλευσης	Αναγνωριστικό Αίτησης	Διεύθυνση Προορισμού	Αριθμός ακολουθίας προέλευσης	Αριθμός ακολουθίας προορισμού	Μετρητής Αλμάτων
----------------------	-----------------------	----------------------	-------------------------------	-------------------------------	------------------

**Σχήμα 3.6:** Μορφή του πακέτου RREQ στο AODV

Περιέχει τις IP διευθύνσεις προέλευσης και προορισμού, καθώς επίσης και ένα Αναγνωριστικό αίτησης (RREQ ID) , το οποίο είναι ένας τοπικός μετρητής που αυξάνεται κάθε φορά που ο κόμβος εκπέμπει ένα RREQ πακέτο. Η διεύθυνση προέλευσης σε συνδυασμό με το Αναγνωριστικό Αίτησης προσδιορίζουν μοναδικά το πακέτο RREQ, επιτρέποντας στους κόμβους να εντοπίζουν και να απορρίπτουν τυχόν αντίγραφα τα οποία λαμβάνουν. Το τέταρτο πεδίο στην εικόνα είναι ο μετρητής ακολουθίας του A. Το πέμπτο πεδίο είναι η πιο πρόσφατη τιμή του αριθμού ακολουθίας του προορισμού που έχει δει η πηγή (η τιμή αυτή είναι 0 αν δεν τον έχει δει ποτέ). Το τελευταίο πεδίο, ο Μετρητής αλμάτων, παρακολουθεί πόσα άλματα έχει κάνει κάθε πακέτο και παίρνει αρχική τιμή 0.

Για την καλύτερη κατανόηση του τρόπου λειτουργίας του αλγορίθμου AODV, θα θεωρήσουμε το ad hoc δίκτυο του σχήματος 3.7.



**Σχήμα 3.7 :** Λειτουργία Αλγορίθμου AODV

Δύο κόμβοι είναι συνδεδεμένοι (δηλαδή υπάρχει ανάμεσά τους τόξο στο γράφημα) αν μπορούν να επικοινωνήσουν άμεσα χρησιμοποιώντας τους πομποδέκτες τους. Στον AODV γίνεται η παραδοχή ότι οι ζεύξεις είναι συμμετρικές.

Έστω ότι ο κόμβος A θέλει να επικοινωνήσει με τον κόμβο I και δεν υπάρχει στον πίνακα δρομολόγησης του A κάποια διαδρομή προς τον I.

Για να εντοπίσει τον I, ο A κατασκευάζει και εκπέμπει ένα RREQ πακέτο. Το πακέτο φτάνει στους B και D, οι οποίοι είναι συνδεδεμένοι με τον A, αφού βρίσκονται εντός της ακτίνας εκπομπής του.

Όταν ένα RREQ πακέτο φτάνει σε έναν κόμβο (τους B και D σε αυτήν την περίπτωση), γίνεται επεξεργασία του με τα ακόλουθα βήματα.

1. Το ζεύγος (διεύθυνση προέλευσης, Αναγνωριστικό αίτησης) αναζητείται σε έναν τοπικό πίνακα στοιχείων ιστορικού, για να εξεταστεί αν έχουμε ήδη δει και επεξεργαστεί αυτήν την αίτηση. Αν το πακέτο είναι αντίγραφο, απορρίπτεται και η επεξεργασία σταματά. Αν δεν είναι αντίγραφο, γίνεται καταχώριση του ζεύγους στον πίνακα στοιχείων ιστορικού, έτσι ώστε να μπορούν να απορριφθούν τυχόν μελλοντικά αντίγραφα του, και συνεχίζεται η επεξεργασία.
2. Ο παραλήπτης αναζητεί τον προορισμό στον πίνακα δρομολόγησής του. Αν είναι γνωστό κάποιο πρόσφατο δρομολόγιο προς τον προορισμό, επιστρέφεται στην προέλευση ένα πακέτο απάντησης δρομολογίου (RREP), το οποίο τον ενημερώνει πώς να φτάσει στον προορισμό. “Πρόσφατο” σημαίνει ότι ο Αριθμός ακολουθίας προορισμού που είναι αποθηκευμένος στον πίνακα δρομολόγησης είναι μεγαλύτερος ή ίσος από τον Αριθμό ακολουθίας προορισμού στο πακέτο RREQ. Αν είναι μικρότερος το αποθηκευμένο δρομολόγιο είναι παλαιότερο από το προηγούμενο δρομολόγιο που είχε η προέλευση, οπότε εκτελείται το βήμα 3.
3. Αν ο παραλήπτης δε γνωρίζει ένα πρόσφατο δρομολόγιο προς τον προορισμό, αυξάνει το Μετρητή αλμάτων και επανεκπέμπει το πακέτο RREQ στους γείτονές του. Έτσι, το RREQ “πλημμυρίζει” το δίκτυο, μέχρι να βρει μια διαδρομή για τον προορισμό. Ο παραλήπτης εξάγει επίσης τα δεδομένα από το πακέτο και τα αποθηκεύει ως νέα καταχώριση στον πίνακα δρομολογίων του. Οι πληροφορίες αυτές θα χρησιμοποιηθούν για να κατασκευαστεί το αντίστροφο δρομολόγιο, έτσι ώστε η απάντηση να μπορέσει να φτάσει αργότερα στην προέλευση. Τα βέλη στην εικόνα χρησιμοποιούνται για την κατασκευή του αντίστροφου δρομολογίου. Ο κόμβος ξεκινά επίσης ένα χρονόμετρο για τη νέα καταχώριση του αντίστροφου δρομολογίου. Αν το χρονόμετρο λήξει, η καταχώριση διαγράφεται.

Ούτε ο B ούτε ο D γνωρίζουν πού βρίσκεται ο I, έτσι ο καθένας από αυτούς δημιουργεί μια καταχώριση αντίστροφου δρομολογίου η οποία δείχνει πίσω στον A, όπως φαίνεται από τα βέλη στην εικόνα και εκπέμπει ξανά το πακέτο με το Μετρητή αλμάτων να έχει την τιμή 1. Η εκπομπή του B φτάνει στους C και D. Ο κόμβος C δημιουργεί μια καταχώριση για αυτήν την εκπομπή στον πίνακα αντίστροφων

δρομολογίων και την εκπέμπει ξανά. Αντίθετα, ο D την απορρίπτει ως αντίγραφο. Παρόμοια, η εκπομπή του D απορρίπτεται από τον B. Η εκπομπή όμως του D γίνεται αποδεκτή από τους F και G και αποθηκεύεται, όπως φαίνεται στην εικόνα (c). Μόλις λάβουν την εκπομπή οι E, H και I, το RREQ φτάνει σε έναν προορισμό που ξέρει που βρίσκεται ο I, και συγκεκριμένα στον ίδιο τον I, όπως φαίνεται στην εικόνα (d). Πρέπει να τονίσουμε σε αυτό το σημείο ότι οι εκπομπές των διαφόρων κόμβων δε συντονίζονται με κανένα τρόπο, παρόλο που στην εικόνα παρουσιάζονται σε τρία διακριτά βήματα.

Σαν απάντηση στην εισερχόμενη αίτηση, ο I κατασκευάζει ένα πακέτο απάντησης δρομολογίου (RREP), η μορφή του οποίου δίνεται στο σχήμα 3.8. Τα πεδία Διεύθυνση προέλευσης, Διεύθυνση προορισμού και Μετρητής Αλμάτων αντιγράφονται από την εισερχόμενη αίτηση, ενώ ο Αριθμός ακολουθίας προορισμού αντιγράφεται από τον τοπικό μετρητή. Το πεδίο Μετρητής Αλμάτων τίθεται στο 0. Το πεδίο Χρόνος ζωής (Time To Live) ελέγχει για πόσο χρόνο θα είναι έγκυρο το δρομολόγιο. Το πακέτο στέλνεται με αποκλειστική διανομή στον κόμβο από τον οποίο έφτασε το πακέτο RREQ στον προορισμό, δηλαδή στην περίπτωση μας τον G. Στη συνέχεια ακολουθεί την αντίστροφη διαδρομή προς τον D και τελικά προς τον A. Σε κάθε κόμβο αυξάνεται ο Μετρητής αλμάτων, έτσι ώστε ο κόμβος να μάθει πόσο μακριά βρίσκεται από τον προορισμό (τον I).

Διεύθυνση προέλευσης	Διεύθυνση Προορισμού	Αριθμός ακολουθίας προορισμού	Μετρητής Αλμάτων	Χρόνος Ζωής
----------------------	----------------------	-------------------------------	------------------	-------------

**Σχήμα 3.8 :** Μορφή ενός πακέτου RREP στο AODV

Το πακέτο εξετάζεται σε κάθε ενδιάμεσο κόμβο στη διαδρομή της επιστροφής. Θα καταχωρηθεί ως δρομολόγιο προς τον I στον τοπικό πίνακα δρομολόγησης αν ισχύουν μία ή περισσότερες από τις ακόλουθες συνθήκες:

1. Δεν είναι γνωστή καμία διαδρομή προς τον I.
2. Ο αριθμός ακολουθίας για τον I στο πακέτο RREP είναι μεγαλύτερος από την τιμή που υπάρχει στον πίνακα δρομολόγησης.



3. Οι αριθμοί ακολουθίας είναι ίσοι αλλά το νέο δρομολόγιο είναι συντομότερο (λιγότερα hops).

Με αυτόν τον τρόπο όλοι οι κόμβοι στο αντίστοιχο δρομολόγιο μαθαίνουν “δωρεάν” το δρομολόγιο προς τον I, ως αποτέλεσμα της ανακάλυψης δρομολογίου του A. Οι κόμβοι που έλαβαν το αρχικό πακέτο RREQ αλλά δε βρίσκονται στην αντίστροφη διαδρομή (στο παράδειγμά μας οι B, C, E, F και H) θα διαγράψουν τη σχετική καταχώρηση στον πίνακα αντίστροφων δρομολογίων μόλις λήξει το αντίστοιχο χρονόμετρο.

Σε ένα μεγάλο δίκτυο ο αλγόριθμος παράγει πολλές εκπομπές, ακόμα και για προορισμούς που βρίσκονται κοντά μεταξύ τους. Το πλήθος των εκπομπών μπορεί να μειωθεί με την ακόλουθη μέθοδο. Το πεδίο Χρόνος Ζωής του πακέτου IP λαμβάνει ως αρχική τιμή από τον αποστολέα την αναμενόμενη διάμετρο του δικτύου και μειώνεται σε κάθε άλμα. Αν φτάσει στο 0, το πακέτο απορρίπτεται αντί να γίνει ξανά εκπομπή του.

Σε αυτήν την περίπτωση η διαδικασία ανακάλυψης τροποποιείται ως εξής. Για να εντοπίσει έναν προορισμό, ο αποστολέας εκπέμπει ένα πακέτο RREQ με το πεδίο Χρόνος ζωής να έχει την τιμή 1. Αν δε φτάσει κάποια απάντηση μέσα σε ένα λογικό διάστημα, στέλνεται άλλο ένα πακέτο, αυτή τη φορά με το Χρόνο ζωής να έχει τιμή 2. Οι επόμενες απόπειρες χρησιμοποιούν τις τιμές 3,4,5 κλπ. Με τον τρόπο αυτό, η αναζήτηση γίνεται αρχικά τοπικά και στη συνέχεια επεκτείνεται σε όλο και μεγαλύτερο εύρος. Η μέθοδος αυτή ονομάζεται μέθοδος του εκτεινόμενου δαχτυλιδιού (expanding ring search).

### **Συντήρηση δρομολογίων**

Επειδή οι κόμβοι μπορούν να μετακινηθούν ή να απενεργοποιηθούν, η τοπολογία μπορεί να αλλάζει διαρκώς.

Αν η διαδρομή διακοπεί εξαιτίας της μετακίνησης του κόμβου-πηγή, ο κόμβος-πηγή εκκινεί μια νέα διαδικασία ανακάλυψης διαδρομής προς τον προορισμό.

Αν η διαδρομή διακοπεί εξαιτίας της μετακίνησης είτε ενδιάμεσου κόμβου είτε του προορισμού, ο κόμβος που αντιλαμβάνεται τη διακοπή και είναι πιο κοντά στην πηγή δημιουργεί ένα μήνυμα σφάλματος (RERR). Σε αυτό το μήνυμα καταγράφει όλους τους κόμβους που είναι τώρα απρόσιτοι εξαιτίας της διακοπής αυτής. Το μήνυμα αυτό προωθείται hop by hop μέχρι τον κόμβο-πηγή, ενημερώνοντας έτσι και τους

υπόλοιπους ενδιάμεσους κόμβους της αντίστροφης διαδρομής προς την πηγή για τη διακοπή. Ο κόμβος-πηγή, αφού λάβει το RERR μήνυμα, θα εκκινήσει μια νέα διαδικασία ανακάλυψης προς τον προορισμό, αν εξακολουθεί να χρειάζεται τη διαδρομή αυτή.

Περιοδικά κάθε κόμβος εκπέμπει ένα μήνυμα Χαιρετισμού (HELLO). Όλοι οι γείτονες θα πρέπει να απαντήσουν στο πακέτο αυτό. Αν δε φτάσει καμία απάντηση, ο κόμβος που έκανε την εκπομπή ξέρει ότι ο αντίστοιχος γείτονας έχει μετακινηθεί εκτός εμβέλειας και δεν είναι πια συνδεδεμένος μαζί του. Παρόμοια, αν ο κόμβος προσπαθήσει να στείλει ένα πακέτο σε ένα γείτονα ο οποίος δεν αποκρίνεται, μαθαίνει ότι ο γείτονας δεν είναι πια διαθέσιμος.

Μία άλλη βελτίωση που θα μπορούσε να γίνει είναι η τεχνική Route Salvaging. Σύμφωνα με αυτή, ο κόμβος που αντιλαμβάνεται τη διακοπή μιας ζεύξης κατά τη διάρκεια προώθησης των πακέτων μπορεί να υπολογίζει εκείνος μια άλλη διαδρομή προς τον προορισμό αντί να στέλνει ένα RERR μήνυμα προς την πηγή. Με τον τρόπο αυτό, λιγότερα πακέτα χάνονται αφού η διαδρομή αποκαθίσταται πιο γρήγορα. Σε περίπτωση που αποτύχει αυτή η διαδικασία, ακολουθείται κανονικά η διαδικασία αποστολής RERR μηνύματος στην πηγή.

Επιπλέον, σε περίπτωση αμφίδρομης επικοινωνίας, όπως για παράδειγμα εγκατάσταση TCP συνόδου, ο προορισμός δε γνωρίζει κάποια διαδρομή προς την πηγή. Γι' αυτό το λόγο το AODV ορίζει το gratuitous RREP πακέτο που αποστέλλεται στον προορισμό, όταν το πακέτο RREP δημιουργείται από ενδιάμεσο κόμβο. Ένα άλλο πρόσθετο χαρακτηριστικό είναι το RREP acknowledgment (RREP-ACK), δηλαδή επιβεβαίωση ότι ο επόμενος κόμβος προώθησης έλαβε το RREP. Κατ' αυτόν τον τρόπο ελέγχεται η αξιοπιστία της αμφίδρομης ζεύξης.

### **3.3.2.3 DSR (Dynamic Source Routing)**

Το πρωτόκολλο DSR είναι παρόμοιο με το AODV με την έννοια ότι είναι επίσης ένα reactive πρωτόκολλο που εφαρμόζει τη διαδικασία ανακάλυψης διαδρομής. Παρόλα αυτά, έχει κάποιες σημαντικές διαφορές.

Ένα από τα κύρια χαρακτηριστικά του DSR είναι ότι αποτελεί ένα πρωτόκολλο δρομολόγησης πηγής. Μία καταχωρημένη διαδρομή στον DSR περιλαμβάνει όλους τους ενδιάμεσους κόμβους που πρέπει να επισκεφτεί ένα πακέτο πριν φτάσει στον

προορισμό του (*source routing*) και όχι μόνο τον επόμενο κόμβο που θα προωθήσει το πακέτο όπως στον DSDV ή στον AODV (*hop-by-hop routing*).

Πιο συγκεκριμένα, όταν ένας κόμβος λαμβάνει το RREQ του αποστολέα και δε γνωρίζει κάποια διαδρομή προς τον προορισμό, ενημερώνει τη διαδρομή του προς την πηγή και προσαρτά τη διεύθυνση IP του στο RREQ πακέτο. Στη συνέχεια κάνει εκπομπή του πακέτου στους γείτονές του μέχρι να βρεθεί ο κόμβος που έχει αποθηκευμένη μια διαδρομή προς τον προορισμό. Έτσι, καθώς το RREQ πακέτο προωθείται μέσα στο δίκτυο, η διαδρομή που έχει ακολουθηθεί μέχρι τότε είναι ενσωματωμένη στο μήνυμα. Οι ενδιάμεσοι κόμβοι που λαμβάνουν το RREQ, μπορούν να ενημερώσουν τις πληροφορίες δρομολόγησης της cache για κάθε κόμβο που συμμετέχει στη διαδρομή, όχι μόνο για τον κόμβο-πηγή.

Κάθε κόμβος στο DSR διαθέτει μια route cache αντί του κλασσικού πίνακα δρομολόγησης. Η cache επιτρέπει τη διατήρηση πολλών καταχωρήσεων δρομολόγησης για τον ίδιο προορισμό, εξυπηρετώντας έτσι τη δρομολόγηση μέσω πολλαπλών διαδρομών. Με τον τρόπο αυτό αποφεύγεται η συχνή “πλημμύρα” ερωτήσεων για την ανακάλυψη νέας διαδρομής, σε περίπτωση που η κύρια διαδρομή αποτύχει.

Άλλα χαρακτηριστικά που διαφοροποιούν το DSR από άλλα reactive πρωτόκολλα είναι ότι οι καταχωρήσεις στη route cache δε διαγράφονται μετά από κάποιο χρονικό διάστημα. Μόλις καταχωρηθεί μια διαδρομή στη route cache, μπορεί να παραμείνει εκεί μέχρι να διακοπεί.

Επιπλέον, οι κόμβοι στο DSR έχουν την επιλογή του “αδιάκριτου κρυφακούσματος”(promiscuous listening). Η δυνατότητα αυτή ενός κόμβου να “ακούει” πακέτα που δεν προορίζονται γι’αυτόν επιτρέπει τη λήψη πληροφοριών δρομολόγησης και για άλλους προορισμούς του δικτύου.

Μια τεχνική βελτίωσης του DSR αλγορίθμου ονομάζεται *Automatic Route Shortening*. Σύμφωνα με αυτήν, όταν ένας κόμβος κρυφακούσει ένα πακέτο που χρησιμοποιεί μια διαδρομή μεγαλύτερη από αυτήν που μπορεί να παρέχει ο ίδιος, στέλνει αυτόματα ένα μήνυμα με το οποίο γνωστοποιεί στον αρχικό αποστολέα την πιο σύντομη διαδρομή.

### 3.3.2.4 Σύγκριση των πρωτοκόλλων DSR και AODV

Τα δύο on demand πρωτόκολλα έχουν κάποια βασικά κοινά χαρακτηριστικά. Συγκεκριμένα, και τα δύο ανακαλύπτουν διαδρομές μόνο όταν τα πακέτα δεδομένων δεν έχουν διαδρομή προς τον προορισμό. Η ανακάλυψη διαδρομής και στα δύο πρωτόκολλα βασίζεται σε κύκλους ερώτησης – απάντησης, και οι πληροφορίες της διαδρομής αποθηκεύονται σε όλους τους ενδιάμεσους κόμβους στη μορφή καταχωρήσεων πίνακα δρομολόγησης (AODV) ή σε κρυφές μνήμες διαδρομής (DSR). Ωστόσο, υπάρχουν μερικές σημαντικές διαφορές στη δυναμική των δύο πρωτοκόλλων, που μπορεί να οδηγήσουν σε διαφορετικές επιδόσεις.

Πρώτον, από τη σκοπιά της πηγαίας δρομολόγησης (source routing), το DSR έχει πρόσβαση σε σημαντικά μεγαλύτερη ποσότητα πληροφοριών δρομολόγησης από το AODV. Για παράδειγμα, στο DSR, με έναν μόνο κύκλο ερώτησης – απάντησης, η πηγή μπορεί να μάθει διαδρομές προς κάθε ενδιάμεσο κόμβο της διαδρομής επιπλέον του προορισμού. Κάθε ενδιάμεσος κόμβος μπορεί επίσης να μάθει διαδρομές για κάθε άλλο κόμβο στη διαδρομή. Το “κρυφάκουσμα” (promiscuous listening) των μεταδόσεων πακέτων δίνει επίσης την ευκαιρία στο DSR να έχει περισσότερες πληροφορίες δρομολόγησης. Ειδικότερα, μπορεί να μάθει διαδρομές προς κάθε κόμβο στην πηγαία διαδρομή αυτού του πακέτου. Με την απουσία πηγαίας δρομολόγησης και promiscuous listening, το AODV μπορεί να συγκεντρώσει περιορισμένη ποσότητα πληροφορίας δρομολόγησης. Η πληροφορία αυτή είναι διαθέσιμη μόνο στον κόμβο-πηγή των όποιων πακέτων προωθούνται. Αυτό το γεγονός κάνει το AODV να στηρίζεται στην πλημμύρα ανακάλυψης διαδρομής, που μπορεί να επιβαρύνει σημαντικά το δίκτυο.

Δεύτερον, για να κάνει χρήση της κρυφής μνήμης διαδρομών (route caching) επιθετικά, το DSR απαντά σε όλες τις αιτήσεις που φτάνουν σε έναν προορισμό από έναν απλό κύκλο ερώτησης. Έτσι, η πηγή μαθαίνει πολλές εναλλακτικές διαδρομές προς τον προορισμό, το οποίο θα είναι χρήσιμο σε περίπτωση που η κύρια (συντομότερη) διαδρομή αποτύχει. Η δυνατότητα πρόσβασης σε πολλές εναλλακτικές διαδρομές αποτρέπει τις πλημμύρες ανακάλυψης διαδρομής, που είναι συχνά στενωπός επίδοσης. Ωστόσο, υπάρχει η πιθανότητα πλημμύρας ανακάλυψης διαδρομής. Στο AODV, από την άλλη, ο προορισμός απαντά μόνο μια φορά στην αίτηση που φτάνει πρώτη και αγνοεί τις υπόλοιπες. Ο πίνακας δρομολόγησης διατηρεί μία καταχώρηση ανά προορισμό.

Τρίτον, το πρωτόκολλο DSR δεν περιέχει κάποιον μηχανισμό που να διαγράφει τις παλιές διαδρομές στην κρυφή μνήμη ή να προτιμά τις πιο “φρέσκες” διαδρομές όταν συναντά πολλαπλές επιλογές. Όπως αναφέρεται στο [48], οι παλιές διαδρομές, αν χρησιμοποιηθούν, μπορούν να “μολύνουν” και άλλες κρυφές μνήμες. Κάποιες παλιές καταχωρήσεις διαγράφονται στην πράξη από route error πακέτα. Αλλά εξαιτίας του promiscuous listening και της κινητικότητας των κόμβων, το πιο πιθανό είναι να μολυνθούν περισσότερες κρυφές μνήμες παρά παλιές διαδρομές που θα διαγραφούν από τα route error πακέτα. Αντίθετα, το AODV έχει μια πολύ πιο συντηρητική προσέγγιση από το DSR. Όταν συναντά δύο επιλογές για διαδρομές προς ένα συγκεκριμένο προορισμό, η πιο πρόσφατη διαδρομή (με βάση τους αριθμούς ακολουθίας προορισμού) επιλέγεται πάντα. Επίσης, αν μια καταχώρηση στον πίνακα δρομολόγησης δεν έχει χρησιμοποιηθεί πρόσφατα, η καταχώρηση λήγει. Η τεχνική αυτή δε λύνει όλα τα προβλήματα, ωστόσο. Είναι πιθανό να λήξουν έγκυρες διαδρομές με αυτόν τον τρόπο αν δε χρησιμοποιούνται για ένα χρονικό διάστημα. Ο καθορισμός μιας κατάλληλης χρονικής διάρκειας λήξης είναι δύσκολος, επειδή οι ρυθμοί αποστολής για τις πηγές, καθώς επίσης και η κινητικότητα των κόμβων, μπορεί να διαφέρουν σημαντικά και να αλλάζουν δυναμικά.

Τέταρτον, η διαδικασία διαγραφής διαδρομής χρησιμοποιώντας RERR είναι επίσης συντηρητική στο AODV. Με τη λίστα προκατόχων (predecessor list), δηλαδή των γειτονικών κόμβων στους οποίους προωθήθηκε ή δημιουργήθηκε ένα πακέτο RREP, τα πακέτα RERR φτάνουν σε όλους τους κόμβους που χρησιμοποιούν μια άκυρη ζεύξη στη διαδρομή προς οποιοδήποτε προορισμό. Στο DSR, ωστόσο, το RERR απλά στέλνει πίσω το πακέτο δεδομένων που συναντά μια άκυρη ζεύξη. Οι κόμβοι που δεν είναι στη διαδρομή ζεύξης ανόδου αυτού του πακέτου δεδομένων αλλά χρησιμοποιούν την άκυρη διαδρομή δεν ειδοποιούνται κατάλληλα [54].

### 3.3.3 Υβριδικά πρωτόκολλα

Είναι προφανές ότι τα proactive πρωτόκολλα με τον τρόπο που λειτουργούν μπορούν να χρησιμοποιηθούν αποτελεσματικά σε περιπτώσεις δικτύων με χαμηλή κινητικότητα κόμβων ή για περιόδους με χαμηλό φορτίο[7]. Αντίθετα τα reactive πρωτόκολλα είναι αποτελεσματικά σε δίκτυα με υψηλή κινητικότητα κόμβων ή για περιόδους με υψηλό φορτίο. Επιπρόσθετα γίνεται αντιληπτό ότι στα πρωτόκολλα που

χρησιμοποιούν κάποιας μορφής κλιμάκωση (scope) ή ομαδοποίηση σύμφωνα με κάποια κριτήρια, η επεκτασιμότητα του δικτύου μπορεί να επιτευχθεί εύκολα και χωρίς μεγάλες επιπτώσεις στο ήδη υπάρχον δίκτυο. Όπως έχει ήδη αναφερθεί η ανάγκη για ικανοποίηση όλων αυτών των συχνά αντικρουόμενων απαιτήσεων οδήγησε στα υβριδικά πρωτόκολλα. Περιπτώσεις τέτοιων πρωτοκόλλων αποτελούν το LANDMAR και το ZRP. Ωστόσο, το LANDMAR, για τη σωστή λειτουργία του, βασίζεται στην υπόθεση της ύπαρξης ομάδων χρηστών που έχουν τις ίδιες ή παρόμοιες απαιτήσεις και επομένως μπορούν να αντιπροσωπευτούν από μόνο έναν κόμβο, τον κόμβο-ορόσημο, κάτι που δεν ισχύει σε πολλές περιπτώσεις δικτύων. Από την άλλη, το ZRP πρωτόκολλο αποτελεί μία καλή λύση που ικανοποιεί πολλές από τις αντικρουόμενες παραμέτρους που χρειάζεται να ικανοποιεί ένα ad hoc δίκτυο.

## Κεφάλαιο 4

### Ενεργειακή προσέγγιση στα MANET

#### 4.1 Εισαγωγή

Οι κόμβοι σε ένα ad hoc δίκτυο γενικά στηρίζονται στις μπαταρίες (ή γενικότερα εξαντλήσιμες ενεργειακές πηγές) για παροχή ισχύος. Καθώς αυτές οι ενεργειακές πηγές έχουν περιορισμένη διάρκεια ζωής, η διαθεσιμότητα ισχύος είναι ένας από τους πιο σημαντικούς περιορισμούς για τη λειτουργία του ad hoc δικτύου. Υπάρχουν διαφορετικές πηγές ενεργειακής κατανάλωσης σε ένα κινητό κόμβο. Η επικοινωνία είναι μία από τις κύριες πηγές ενεργειακής κατανάλωσης.

Η επικοινωνία στα ad hoc δίκτυα επιτυγχάνεται μέσω του RF πομποδέκτη στην πηγή, στους ενδιάμεσους κόμβους και στον προορισμό για την ανταλλαγή πληροφοριών. Ο κόμβος-πηγή στέλνει μηνύματα ελέγχου και δεδομένων που λαμβάνονται από έναν ή περισσότερους παραλήπτες, ανάλογα με τον τύπο μηνύματος. Ο κόμβος που παραλαμβάνει μπορεί να είναι ο τελικός παραλήπτης ενός πακέτου, ή να μεσολαβεί στη διαδρομή προς τον τελικό προορισμό (όταν ο προορισμός δεν είναι στην εμβέλεια της πηγής) και σε αυτήν την περίπτωση λειτουργεί ως κόμβος που προωθεί την κίνηση. Συνεπώς, ο θάνατος ενός κόμβου λόγω ενεργειακής εξάντλησης μπορεί να επηρεάσει τη συμπεριφορά όλου του δικτύου.

#### 4.2 Ενεργειακά μοντέλα

Έχουν γίνει πολλές μελέτες για την ενεργειακή κατανάλωση της ασύρματης διεπαφής των κινητών κόμβων ώστε να καθοριστούν οι ακριβείς πηγές ενεργειακής κατανάλωσης στις ασύρματες διεπαφές. Οι μελέτες αυτές εξέτασαν τις διαφορετικές καταστάσεις λειτουργίας των ασύρματων διεπαφών. Από τα αποτελέσματα αυτά προέκυψε ότι η ασύρματη διεπαφή ενός κινητού κόμβου καταναλώνει ενέργεια όχι μόνο όταν επικοινωνεί με άλλους κόμβους, αλλά επίσης όταν είναι στην κατάσταση αδράνειας (idle), για παράδειγμα όταν ακούει το μέσο αλλά δε συλλέγει πακέτα. Ακολουθούν οι τύποι ενεργειακής κατανάλωσης που έχουν καθοριστεί:

- Ενέργεια που καταναλώνεται κατά την αποστολή ενός πακέτου
- Ενέργεια που καταναλώνεται κατά τη λήψη ενός πακέτου
- Ενέργεια που καταναλώνεται στην κατάσταση αδράνειας

- Ενέργεια που καταναλώνεται στην κατάσταση ύπνου, όταν δηλαδή η ασύρματη διεπαφή του κινητού κόμβου είναι απενεργοποιημένη

Πρέπει να τονιστεί ότι η ενέργεια που καταναλώνεται κατά την αποστολή ενός πακέτου είναι η μεγαλύτερη πηγή ενεργειακής κατανάλωσης για όλους τους κόμβους. Στη συνέχεια ακολουθεί η ενεργειακή κατανάλωση κατά τη λήψη ενός πακέτου. Παρά το γεγονός ότι όταν είναι στην κατάσταση αδράνειας ο κόμβος δεν επικοινωνεί με κάποιον άλλο κόμβο, βρέθηκε ότι η ασύρματη διεπαφή καταναλώνει μια αξιοσημείωτη ποσότητα ενέργειας., η οποία είναι περίπου ίδια με την ενέργεια που καταναλώνεται κατά τη λήψη πακέτου. Η ενέργεια που καταναλώνεται κατά την αδράνεια είναι ενέργεια που σπαταλάται άσκοπα και έχουν προταθεί διάφοροι ενεργειακά αποδοτικοί μηχανισμοί για τη μείωση αυτής της κατανάλωσης.

Παράλληλα, έχουν γίνει πολλές πειραματικές μετρήσεις για τον προσδιορισμό της κατανάλωσης ισχύος στις διάφορες καταστάσεις λειτουργίας. Κάποιες από αυτές τις μετρήσεις περιλαμβάνουν λεπτομέρειες και για την ενεργειακή κατανάλωση για υποπεριπτώσεις συγκεκριμένης κατάστασης λειτουργίας [31],[32]. Για παράδειγμα, οι περιπτώσεις μονοεκπομπής (unicast) και πολυεκπομπής (broadcast) θεωρείται ότι έχουν διαφορετικό κόστος. Η εξήγηση βασίζεται στο γεγονός ότι οι λειτουργίες μονοεκπομπής στο IEEE 802.11 περιλαμβάνουν την ανταλλαγή μηνυμάτων ελέγχου μεταξύ των κόμβων που αποστέλλουν και λαμβάνουν ενώ οι λειτουργίες ευρυεκπομπής δεν περιλαμβάνουν τέτοια ανταλλαγή. Ωστόσο, οι μελέτες αυτές δεν καλύπτουν περιπτώσεις επανειλημμένης αποστολής πακέτων ελέγχου λόγω βλάβης στις λειτουργίες μετάδοσης στο ασύρματο κανάλι. Έχει δειχθεί [33] ότι η ενέργεια που καταναλώνεται στις λειτουργίες αναμετάδοσης αποτελεί ένα σημαντικό ποσοστό.

### **Ενεργειακή κατανάλωση λόγω επιβάρυνσης**

Όπως αναφέρθηκε και παραπάνω, η κατανάλωση ενέργειας στα MANET προκαλείται από πολλές πηγές. Κάποιες από αυτές τις πηγές θεωρούνται σπάταλες ενεργειακά ενώ άλλες επιτελούν χρήσιμες λειτουργίες (μετάδοση-λήψη). Η σπατάλη ενέργειας μπορεί να οφείλεται στα παρακάτω:

- Αδρανής κατάσταση λειτουργίας
- Συγκρούσεις : Σε αυτές τις καταστάσεις, που συμβαίνουν υπό συνθήκες υψηλού φορτίου, τα δεδομένα που συμμετέχουν στη σύγκρουση γίνονται



άχρηστα και η ενέργεια που χρησιμοποιήθηκε για αυτά τα δεδομένα σπαταλάται άδικα

- Επιβάρυνση πρωτοκόλλου: Αφορά σε καθορισμένα από το πρωτόκολλο μηνύματα ελέγχου που επιβάλλουν πρόσθετες ενεργειακές απαιτήσεις από αυτές που είναι απαραίτητες για τη μετάδοση του φορτίου κίνησης.
- Υψηλός ρυθμός λαθών: Αυτό είναι σύνηθες για τις ασύρματες ζεύξεις. Αυτή η πηγή επιβάρυνσης της ενεργειακής κατανάλωσης έχει τρεις συνιστώσες:
  - Τα δεδομένα που συμμετέχουν στις αποτυχημένες μεταδόσεις χάνονται και σπαταλάται και πάλι άσκοπα ενέργεια
  - Καταναλώνεται ενέργεια για μηχανισμούς ελέγχου λαθών όπως αυτοί που χρησιμοποιούνται στο επίπεδο ζεύξης δεδομένων για τη μείωση της επίδρασης των σφαλμάτων
  - Κάποια πρωτόκολλα δρομολόγησης μπορεί να αντιμετωπίσουν καθυστερήσεις λόγω προσωρινών καταστάσεων λαθών καθώς οι διαδρομές καθίστανται άκυρες. Αυτό οδηγεί σε πλημμύρα του δικτύου από αιτήσεις διαδρομής για αντικαταστάτες για τις υπάρχουσες έγκυρες διαδρομές που θεωρείται ότι έχουν υποστεί βλάβη. Αυτό αποτελεί μεγάλη πηγή σπατάλης ενέργειας.

Για την αποφυγή άσκοπης κατανάλωσης ενέργειας, απαιτούνται ενεργειακά αποδοτικά μοντέλα για τη διευθέτηση του πρώτου παράγοντα (αδρανής λειτουργία). Πιθανή λύση θα ήταν να εισέρχονται οι κόμβοι σε κατάσταση ύπνου ώστε να αποφύγουν την κατανάλωση στην κατάσταση αδράνειας. Σε αυτήν την περίπτωση ανακύπτουν πολλά ερωτήματα προς απάντηση, όπως για παράδειγμα:

- Πότε ένας κόμβος εισέρχεται σε κατάσταση ύπνου;
- Πότε “ξυπνά” (επανέρχεται στην κατάσταση αδράνειας);
- Πώς θα γνωρίζουν οι άλλοι κόμβοι αν ένας συγκεκριμένος κόμβος είναι στην κατάσταση ύπνου;

Ο δεύτερος παράγοντας ίσως είναι αναπόφευκτος σε συνθήκες υψηλού φορτίου και υψηλής κινητικότητας και αντιμετωπίζεται κατά το καλύτερο από στρατηγικές υποχώρησης επιπέδου MAC, όπως αυτή που παρουσιάστηκε στο κεφάλαιο 2 για το πρότυπο IEEE 802.11. Ο τρίτος παράγοντας θα μπορούσε να αντιμετωπιστεί μέσω μιας συντηρητικής σχεδίασης των πρωτοκόλλων ad

hoc δικτύων ώστε να περιοριστούν τα μηνύματα ελέγχου στο ελάχιστο δυνατό. Ο τέταρτος παράγοντας μπορεί να αντιμετωπιστεί σε διαφορετικά επίπεδα, ειδικά στο επίπεδο MAC και δικτύου. Στο MAC επίπεδο, μια πιθανή λύση θα ήταν η αύξηση της ισχύος εκπομπής ώστε να βελτιωθεί ο σηματοθορυβικός λόγος και να μειωθεί η πιθανότητα λαθών. Στο επίπεδο δικτύου, το πρωτόκολλο δρομολόγησης πρέπει να έχει ισχυρή αντοχή σε λάθη. Ωστόσο, θα πρέπει να ικανοποιείται και η ανάγκη για εντοπισμό “αληθινών” εσφαλμένων καταστάσεων ώστε να αποφεύγονται μεγάλες καθυστερήσεις.

### 4.2.1 Γραμμικό μοντέλο κατανάλωσης ενέργειας

Το κόστος για αποστολή ή λήψη ενός πακέτου, με βάση την εργασία [32], μοντελοποιείται γραμμικά. Υπάρχει ένα σταθερό κόστος που σχετίζεται με την εκχώρηση του καναλιού και το κόστος που αυξάνεται ανάλογα με το μέγεθος του πακέτου:

$$Cost = m \times size + b \quad (4.1)$$

Το συνολικό κόστος ενός πακέτου είναι το άθροισμα από τα κόστη που εισάγονται από τον αποστολέα ( $s$ ) και όλους τους παραλήπτες. Στους πιθανούς παραλήπτες περιλαμβάνονται ο (point-to-point) προορισμός ( $d$ ), οι κόμβοι εντός της εμβέλειας του  $s$  ( $n \in S$ ), και οι κόμβοι εντός της εμβέλειας του  $d$  ( $n \in D$ ). Πρέπει να σημειωθεί ότι τα σύνολα  $S$  και  $D$  είναι δυναμικά.

#### Απώλεια ενέργειας κατά την ευρυεκπομπή δεδομένων

Για την περίπτωση της ευρυεκπομπής (broadcast), ο αποστολέας ακούει το κανάλι. Αν είναι ελεύθερο το κανάλι, τότε το μήνυμα αποστέλλεται και παραλαμβάνεται από όλους τους κόμβους που βρίσκονται εντός της εμβέλειας του αποστολέα. Αν όχι, τότε ο αποστολέας πρέπει να υποχωρήσει (backoff) και να ξαναπροσπαθήσει αργότερα. Το πρωτόκολλο IEEE 802.11 δεν καθορίζει ευρυεκπομπή μηνυμάτων επιβεβαίωσης (ACK) ή αναμεταδόσεις. Αν ορίσουμε το κόστος πρόσβασης στο κανάλι σε  $b_{send}$  για

την αποστολή και  $b_{recv}$  για τη λήψη και το κόστος που σχετίζεται με το πακέτο σε  $m_{send}$  και  $m_{recv}$  αντίστοιχα τότε η εξίσωση (4.1) θα γίνει:

$$Cost = m_{send} \times size + b_{send} + \sum_{n \in S} (m_{recv} \times size + b_{recv}) \quad (4.2)$$

### Κίνηση σημείου προς σημείο

Τα μεταβλητά κόστη  $m_{send}$  και  $m_{recv}$  έχουν την ίδια τιμή με τα αντίστοιχα της ευρυεκπομπής. Για την κίνηση σημείου προς σημείου, το σταθερό κόστος περιλαμβάνει το κόστος πρόσβασης στο κανάλι αλλά και αυτό που αφορά στις διαπραγματεύσεις στο επίπεδο MAC. Το κόστος πρόσβασης στο κανάλι θεωρείται το ίδιο με αυτό της ευρυεκπομπής. Στο IEEE 802.11 MAC πρωτόκολλο, όπως αναφέρθηκε και στο κεφάλαιο 2, η πηγή στέλνει ένα μήνυμα ελέγχου RTS (Request To Send) προς τον προορισμό, ενώ ο προορισμός απαντά στέλνοντας στην πηγή ένα μήνυμα CTS (Clear To Send). Με την παραλαβή του CTS η πηγή αποστέλλει τα δεδομένα και περιμένει το μήνυμα επιβεβαίωσης (ACK) από τον προορισμό. Για λόγους απλότητας θεωρούμε ότι τα μικρά αυτά μηνύματα ελέγχου έχουν τα ίδια κόστη αποστολής ( $b_{sendctl}$ ) και λήψης ( $b_{recvctl}$ ).

Έτσι στον αποστολέα το κόστος θα είναι:

$$Cost = b_{sendctl} + b_{recvctl} + m_{send} \times size + b_{send} + b_{recvctl} \quad (4.3)$$

Στο δέκτη το κόστος θα είναι:

$$Cost = b_{recvctl} + b_{sendctl} + m_{send} \times size + b_{send} + b_{sendctl} \quad (4.4)$$

Στην πράξη, τα μηνύματα μπορεί να χαθούν εξαιτίας συγκρούσεων ή άλλων σφαλμάτων και το πρωτόκολλο παρέχει τη δυνατότητα για αναμεταδόσεις επιπέδου MAC. Για αυτό το λόγο, κάθε στοιχείο του πρωτοκόλλου που εμφανίζεται στις εξισώσεις (4.3) μέχρι και (4.6) εμπεριέχουν έναν παράγοντα  $(1 + N_{αναμεταδόσεις/αντίγραφα})$  που υπονοείται. Ο χωρισμός των μηνυμάτων ελέγχου καθιστά δυνατό τον υπολογισμό των αναμεταδόσεων.

### Απόρριψη κίνησης

Σε αυτήν την περίπτωση οι κόμβοι που δεν αποτελούν προορισμούς και βρίσκονται στην εμβέλεια μετάδοσης είτε του αποστολέα είτε του παραλήπτη “κρυφακούν” ένα μέρος ή όλη την κίνηση. Οι κόμβοι εντός της εμβέλειας του αποστολέα, αλλά όχι του προορισμού (εκτεθειμένα τερματικά), “κρυφακούν” μόνο τις μεταδόσεις του αποστολέα. Αντίστοιχα οι κόμβοι που βρίσκονται στην εμβέλεια του προορισμού, αλλά όχι του αποστολέα (κρυμμένα τερματικά), “κρυφακούν” μόνο την πλευρά του προορισμού.

Το ενεργειακό κόστος της απόρριψης κίνησης εξαρτάται σε μεγάλο βαθμό από την υλοποίηση του MAC επιπέδου. Για το IEEE 802.11 MAC πρωτόκολλο, οι κόμβοι εντός της εμβέλειας του αποστολέα “κρυφακούν” το RTS μήνυμα και τα δεδομένα και οι κόμβοι εντός της εμβέλειας του παραλήπτη “κρυφακούν” τα CTS και ACK μηνύματα.

Το κόστος στους κόμβους που δεν αποτελούν προορισμό είναι επομένως:

$$\begin{aligned} Cost = & \sum_{n \in S} b_{discardctl} + \sum_{n \in D} b_{discardctl} \\ & + \sum_{n \in S} (m_{discard} \times size + b_{discard}) + \sum_{n \in D} b_{discardctl} \quad (4.5) \end{aligned}$$

Στη χειρότερη περίπτωση έχουμε  $m_{discard} = m_{recv}$  και  $b_{discard} = b_{recv}$ , που συμβαίνει όταν οι κόμβοι λαμβάνουν και στη συνέχεια απορρίπτουν οποιοδήποτε πακέτο δεν προορίζεται για εκείνους. Μια πιο αποδοτική στρατηγική είναι οι κόμβοι που δεν αποτελούν προορισμούς να εισέρχονται σε μια κατάσταση μειωμένης κατανάλωσης ενέργειας, όσο το μέσο μεταφέρει αδιάφορη κίνηση.

Η κάρτα Lucent WaveLAN IEEE 802.11 ακολουθεί την ακόλουθη στρατηγική. Με βάση το μέγεθος της πληροφορίας στο μήνυμα ελέγχου, οι κόμβοι μη-προορισμοί εντός της ακτίνας του αποστολέα εισέρχονται σε μια κατάσταση μειωμένης κατανάλωσης ενέργειας, καθώς μεταδίδονται τα δεδομένα. Οι κόμβοι εντός της εμβέλειας του προορισμού δε χρησιμοποιούν αυτή τη στρατηγική αλλά απλά απορρίπτουν την κίνηση που αφορά στην πλευρά του προορισμού.

Στην εξίσωση (4.5) το προκαθορισμένο κόστος  $b_{discard}$  περιλαμβάνει το κόστος που σχετίζεται με την κατάσταση μειωμένης κατανάλωσης ενέργειας κατά τη μετάδοση δεδομένων. Η τιμή του  $m_{discard}$  είναι αρνητική, επειδή η συγκεκριμένη κατάσταση

απαιτεί λιγότερη ενέργεια από την αντίστοιχη που απαιτείται στην idle κατάσταση, που είναι η προκαθορισμένη. Όσο περισσότερο διαρκεί η μετάδοση των δεδομένων, τόσο περισσότερο παραμένει και ο κόμβος στην συγκεκριμένη κατάσταση. Ειδικότερα, για την περίπτωση της κάρτας Lucent WaveLAN IEEE 802.11, στην κατάσταση αυτή καταναλώνεται λιγότερη ενέργεια από ότι στην idle, αλλά αρκετά περισσότερη από την sleep.

Ένας κόμβος που δεν αποτελεί προορισμό, σε κατάσταση “αδιάκριτης λειτουργίας” (promiscuous mode), “κρυφακούει” όλα τα δεδομένα κίνησης, είτε αποτελεί τον προορισμό είτε όχι. Για τέτοιους κόμβους, τα δεδομένα λαμβάνονται σαν κίνηση ευρυεκπομπής, παρόμοια με την χειρότερη περίπτωση που αναφέρθηκε παραπάνω. Η διαφορά ανάμεσα στα  $b_{recv}$ ,  $m_{recv}$  και  $b_{discard}$ ,  $m_{discard}$  είναι ένδειξη της επιπρόσθετης ενεργειακής κατανάλωσης που σχετίζεται με την promiscuous κατάσταση λειτουργίας.

Το κόστος για τους κόμβους που δεν αποτελούν προορισμούς σε promiscuous κατάσταση είναι:

$$\begin{aligned}
 Cost = & \sum_{n_{promiscuous} \in S} b_{discardctl} + \sum_{n_{promiscuous} \in D} b_{discardctl} \\
 & + \sum_{n_{promiscuous} \in S} (m_{recv} \times size + b_{recv}) \\
 & + \sum_{n_{promiscuous} \in D} b_{discardctl} \quad (4.6)
 \end{aligned}$$

### Τιμές σταθερών

Οι προδιαγραφές των διεπαφών ασύρματων καρτών δικτύου δεν παρέχουν συντελεστές όπως καθορίζονται παραπάνω. Σε συγκεκριμένα πειράματα χρησιμοποιήθηκε παλμογράφος για τη μέτρηση της εισερχόμενης τάσης, ενώ διαφορετικών μεγεθών πακέτα στέλνονται και λαμβάνονται στο δίκτυο. Με τη μέθοδο της γραμμικής παλινδρόμησης υπολογίστηκαν οι συντελεστές απώλειας ενέργειας ανά πακέτο. Παρόμοιες τεχνικές χρησιμοποιήθηκαν για τον υπολογισμό της κατανάλωσης ενέργειας μιας ασύρματης δικτυακής διεπαφής βασισμένης στο IEEE 802.11. Εξαιτίας της έμμεσης φύσης των υπολογισμών οι συγκεκριμένες τιμές

παρουσιάζουν υψηλό βαθμό αβεβαιότητας (περίπου 10 με 15%). Παρόλα αυτά, παρέχουν μια καλή υπόδειξη για τον υπολογισμό κόστους πολύ σημαντικών για υψηλού επιπέδου αναλύσεις. Τα αποτελέσματα για τον υπολογισμό του γραμμικού μοντέλου συντελεστών για την αποστολή, λήψη και απόρριψη κίνησης εμφανίζονται στον παρακάτω πίνακα (Πίνακας 4.1). Ο συγκεκριμένος πίνακας, παρουσιάζει τις τιμές των συντελεστών που προκύπτουν και χρησιμοποιούνται στις εξισώσεις (4.3) – (4.6).

		$\mu\text{W}\cdot\text{s}/\text{byte}$	$\mu\text{W}\cdot\text{s}$
		(excl.MAC header)	
point-to-point send	Cost=	1.9 × size	+ 420
broadcast send	Cost=	1.9 × size	+ 250
point-to-point rcv	Cost=	0.42 × size	+ 330
broadcast rcv	Cost=	0.50 × size	+ 56
		Non-destination $n \in S, D$	
promiscuous rcv	Cost=	0.39 × size	+ 140
discard	Cost=	-0.49 × size	+ 97
		Non-destination $n \in S, n \notin D$	
promiscuous rcv	Cost=	0.54 × size	+ 66
discard	Cost=	-0.58 × size	+ 24
		Non-destination $n \notin S, n \in D$	
promiscuous rcv	Cost=	0.0029 × size	+ 63
discard	Cost=	-0.0058 × size	+ 56

**Πίνακας 4.1:** Πειραματικοί συντελεστές του γραμμικού μοντέλου ενεργειακής κατανάλωσης για την κάρτα *Lucent IEEE 802.11 WaveLAN PC card 2.4 GHz DSSS*

$m_{\text{send}}$	1.89	mW·s / byte
$b_{\text{send}}$	246	mW·s
$m_{\text{recv}}$	0.494	mW·s / byte
$b_{\text{recv}}$	56.1	mW·s
$m_{\text{discard}}$	-0.490	mW·s / byte
$b_{\text{discard}}$	97.2	mW·s
$m_{\text{recv\_promisc}}$	0.388	mW·s / byte
$b_{\text{recv\_promisc}}$	136	mW·s
$b_{\text{sendctl}}$	120	mW·s
$b_{\text{recvctl}}$	29.0	mW·s

**Πίνακας 4.2 :** Τιμές σταθερών κατά την προσομοίωση

Τέσσερα είναι τα ερωτήματα ιδιαίτερου ενδιαφέροντος που πρέπει να απασχολήσουν τους σχεδιαστές πρωτοκόλλων:

**1) Είναι το κόστος παραλαβής μηνύματος σημαντικό;**

Το κόστος παραλαβής πακέτων είναι σημαντικό. Αν ληφθεί ένα μήνυμα ευρυνεκπομπής από περισσότερους από περίπου τέσσερις γείτονες, τότε το συνολικό κόστος της παραλαβής πακέτου είναι μεγαλύτερο από το κόστος αποστολής του. Το κόστος παραλαβής είναι πιθανό να αυξηθεί σύμφωνα με την τάση προς μεγαλύτερη ευαισθησία και τις δυνατότητες επεξεργασίας σήματος στον κόμβο-παραλήπτη.

**2) Ποια είναι τα αντίστοιχα κόστη για μεγάλα ή μικρά πακέτα;**

Το προκαθορισμένο κόστος αποστολής και παραλαβής πακέτου είναι σχετικά μεγάλο συγκρινόμενο με το οριακό κόστος. Για μικρά πακέτα μεγέθους 130 bytes όταν πρόκειται για ευρυνεκπομπή ή 230 bytes όταν η μετάδοση αφορά από άκρο σε άκρο επικοινωνία, το προκαθορισμένο κόστος είναι μεγαλύτερο από το οριακό κόστος αποστολής και παραλαβής. Αυτό υπονοεί ότι μικρά μηνύματα, όπως αίτηση διαδρομής ή ακόμα και ένα “hello” μήνυμα, είναι ιδιαίτερα ακριβός μηχανισμός. Ουσιαστικά προτείνεται οι επικεφαλίδες της δρομολόγησης πηγής να είναι ανέξοδη αναφορικά με την κατανάλωση ενέργειας.

### 3) Ποιο είναι το κόστος απόρριψης πακέτων;

Απορρίπτοντας ένα πακέτο είναι γενικά πολύ λιγότερο δαπανηρό από ότι παραλαμβάνοντάς το. Αυτό βρίσκει πλήρη εφαρμογή στην περίπτωση των μεγάλων μηνυμάτων, επειδή οι κόμβοι που δεν αποτελούν προορισμό μπορούν να μειώσουν την κατανάλωση ενέργειας, κατά τη διάρκεια της μετάδοσης των δεδομένων. Θα πρέπει να τονιστεί ότι κάποια από τα αποθέματα προκύπτουν από το εξαιρετικά υψηλό κόστος της idle διεπαφής κάρτας δικτύου και το γεγονός ότι οι ad hoc κόμβοι είναι εξαρχής διαμορφωμένη σε κατάσταση idle (και όχι σε sleep) κατάσταση. Παρόλα αυτά, ακόμα και αν το  $m_{discard}$  ήταν 0, η παραλαβή κίνησης δεδομένων σε promiscuous κατάσταση παραλαβής θα ήταν περισσότερο ακριβή από ότι η απόρριψή της.

### 4) Ποιο το αντίστοιχο κόστος για ευρυεκπομπή και απ' άκρο σε άκρο κίνηση;

Όταν το κόστος της παραλαβής είναι σημαντικό, το αντίστοιχο της ευρυεκπομπής κίνησης, καθορίζεται από το κόστος στους κόμβους-παραλήπτες. Αυτό είναι ιδιαίτερα υψηλό σε ένα πυκνό δίκτυο. Η απ' άκρο σε άκρο κίνηση έχει υψηλότερο κόστος αποστολής (σχεδόν δύο φορές) και παραλαβής (σχεδόν έξι φορές) από ότι η κίνηση ευρυεκπομπής, αλλά επιτρέπει σε κόμβους που δεν αποτελούν προορισμούς να απορρίψουν την κίνηση. Αν το κόστος απόρριψης είναι υψηλό, τότε το πρωταρχικό πλεονέκτημα της απ' άκρο σε άκρο κίνησης είναι η αποφυγή σύγκρουσης και η αναγνώριση των δεδομένων. Αν από την άλλη είναι χαμηλό, τότε υπάρχουν σημαντικά ενεργειακά αποθέματα.

## 4.2.2 Μοντέλο κατανάλωσης με βάση τον ανταγωνισμό στο κανάλι

Το προηγούμενο μοντέλο εστιάζει στην κατανάλωση ενέργειας κατά τις διάφορες καταστάσεις λειτουργίας μιας ασύρματης κάρτας διεπαφής, με βάση ένα πολύ απλό σενάριο: δύο κόμβοι που λειτουργούν σε ad hoc κατάσταση, με τον ένα να λειτουργεί ως αποστολέας και τον άλλο ως παραλήπτης. Ωστόσο, δεν ερευνάται η ενέργεια που καταναλώνεται για τη MAC λειτουργία από μόνη της, για παράδειγμα όταν οι κόμβοι χρειάζεται να ανταγωνιστούν για την πρόσβαση στο κανάλι. Το παρακάτω μοντέλο περιλαμβάνει αυτό το στοιχείο [30]. Σε ένα ad hoc δίκτυο υπό συνθήκες κορεσμού,



κάθε κόμβος ανταγωνίζεται ενεργά για την πρόσβαση στο κανάλι ενώ την ίδια στιγμή είναι ένας πιθανός παραλήπτης την εκπομπής κάποιου άλλου κόμβου. Για το λόγο αυτό, όταν προσπαθεί να μεταδώσει το δικό του πλαίσιο δεδομένων, πρέπει να απαντήσει σε αιτήσεις μετάδοσης από άλλους κόμβους. Συνεπώς, η κατανόηση του χρόνου εξυπηρέτησης (service time) σε ένα δίκτυο υπό συνθήκες κορεσμού είναι απαραίτητη, καθώς οι κόμβοι θα πρέπει να μεταβαίνουν συνεχώς σε διαφορετικές καταστάσεις ισχύος σύμφωνα με την εκάστοτε κατάσταση του καναλιού αλλά και τη δικιά τους λειτουργία.

Στο [56] παρουσιάζεται αναλυτικά ο χρόνος εξυπηρέτησης ενός κόμβου σε ένα κορεσμένο δίκτυο υποθέτοντας ιδανικές συνθήκες καναλιού. Παρακάτω παρουσιάζεται μια επέκταση του μοντέλου, με μια πιο ρεαλιστική προσέγγιση σε ό,τι αφορά τον αλγόριθμο εκθετικής υποχώρησης (exponential backoff) της IEEE 802.11.

Με βάση το μοντέλο που παρουσιάζεται στο [56], η κατάσταση του καναλιού αποδίδεται με τη μορφή πιθανοτήτων κατάστασης καναλιού, και εκφράζεται με τρία ανεξάρτητα γεγονότα:  $E_i = \{\text{αδρανές κανάλι}\}$ ,  $E_c = \{\text{σύγκρουση}\}$ , και  $E_s = \{\text{επιτυχής μετάδοση}\}$ , που είναι τα τρία γεγονότα που καθορίζουν τη συμπεριφορά του δυαδικού αλγορίθμου εκθετικής υποχώρησης. Οι πιθανότητες των καταστάσεων του καναλιού βασίστηκαν στο μοντέλο του Bianchi [13].

Ο μέσος χρόνος εξυπηρέτησης μπορεί να αναλυθεί σε δύο μέρη: στον χρόνο που σπαταλάει ο κόμβος κατά την υποχώρηση (backoff), και στον χρόνο που απαιτείται για να μεταδώσει το πλαίσιο, ως αποτέλεσμα της επιτυχούς χειραψίας με τον παραλήπτη. Για το μέσο χρόνο υποχώρησης  $\bar{T}_B$ , έχει βρεθεί ότι

$$\bar{T}_B = \frac{\alpha(W_{min}\beta - 1)}{2q} + \frac{(1 - q)}{q} t_c \quad (4.7)$$

όπου  $\beta = [q - 2^m(1 - q)^{m+1}]/(2q - 1)$ ,  $W_{min}$  είναι το ελάχιστο μέγεθος του παραθύρου ανταγωνισμού,  $m$  είναι η ορισμένη από το πρότυπο δύναμη για να ρυθμίσουμε το μέγιστο μέγεθος του παραθύρου ανταγωνισμού (π.χ  $W_{max} = 2^m \cdot W_{min}$ ),  $q$  είναι η υποθετική πιθανότητα μιας επιτυχούς χειραψίας (υποθετική σταθερά) και  $\alpha = \sigma p_i + t_c p_c + t_s p_s$  (όπου  $p_i = P\{E_i\}$ ,  $p_c = P\{E_c\}$  και  $p_s = P\{E_s\}$  είναι οι πιθανότητες κατάστασης καναλιού που αντιστοιχούν στον κόμβο κατά

τη διάρκεια της λειτουργίας υποχώρησης, με  $\sigma$ ,  $t_c$ ,  $t_s$  να είναι οι αντίστοιχες χρονικές διάρκειες).

Δεδομένου του χρόνου υποχώρησης, ο μέσος χρόνος εξυπηρέτησης  $\bar{T}$  δίνεται από τη σχέση

$$\bar{T} = \bar{T}_B + \bar{T}_s \quad (4.8)$$

όπου  $\bar{T}_s$  είναι ο μέσος χρόνος να μεταδοθεί επιτυχώς το πακέτο στο τέλος της λειτουργίας υποχώρησης (εξαρτάται από το μέγεθος πακέτου). Υποθέτοντας ότι έχουμε τετραπλή χειραψία (μηχανισμός RTS/CTS), τα χρονικά διαστήματα  $t_s$  και  $t_c$  δίνονται από τις σχέσεις

$$t_s = RTS + SIFS + \delta + CTS + SIFS + CTS + SIFS + \delta + H + E\{P\} + \\ + SIFS + \delta + ACK + DIFS + \delta$$

και

$$t_c = RTS + DIFS + \delta \quad (4.9)$$

όπου  $RTS$ ,  $CTS$  και  $ACK$  είναι οι χρόνοι μεταδόσης καθενός από τα πλαίσια ελέγχου,  $SIFS$  και  $DIFS$  είναι τα ορισμένα από το πρότυπο χρονικά διαστήματα που αντιστοιχούν στη βραχεία διαπλαισιακή απόσταση (short inter-frame space) και στην κατανεμημένη διαπλαισιακή απόσταση (distributed inter-frame space),  $\delta$  είναι η καθυστέρηση διάδοσης,  $H$  ο χρόνος για τη μετάδοση της επικεφαλίδας του πακέτου, και  $E\{P\}$  ο χρόνος για τη μετάδοση του μέσου μεγέθους φορτίου. Η τιμή του  $\bar{T}_s$  στην εξίσωση (4.8) είναι απλά  $t_s - DIFS$ .

Αν και εύκολο στον υπολογισμό, ένα από τα μειονεκτήματα αυτού του μοντέλου είναι το γεγονός ότι τα πλαίσια επιτρέπεται να υποχωρούν μέχρι άπειρο χρόνο. Αυτό δε συμβαδίζει με αυτό που ορίζει το πρότυπο, όπου μετρητές αναμεταδόσεων περιορίζουν τον αριθμό προσπαθειών μετάδοσης ενός συγκεκριμένου πλαισίου, αφότου το πλαίσιο απορριφθεί.

Για πεπερασμένη λειτουργία υποχώρησης, και αν θεωρήσουμε σταθερή την πιθανότητα  $q$  επιτυχούς χειραψίας (ανεξάρτητα από τον αριθμό των προηγούμενων προσπαθειών) και ορίσουμε  $M$  το μέγιστο αριθμό αναμεταδόσεων, τότε αναπτύσσοντας το μοντέλο [56] και παρατηρώντας ότι έχουμε γεωμετρική κατανομή θα ισχύει:

$$P\{B = k\} = \frac{(1 - q)^{k-1} q}{1 - (1 - q)^M} \quad k = 1, 2, \dots, M \quad (4.10)$$

Και ο μέσος χρόνος εξυπηρέτησης θα είναι τώρα

$$\bar{T}_B = \frac{\alpha W_{min}}{2} \beta_1 - \frac{\alpha}{2} \beta_2 + \beta_3 t_c \quad (4.11)$$

$$\text{όπου} \quad \beta_1 = \frac{A_1 + A_2 + A_3}{1 - (1-q)^M}, \quad A_1 = \frac{2q\{1 - [2(1-q)]^m\}}{2q-1} - 1 + (1-q)^m$$

$$A_2 = (2^{m+1} - 1) (1-q)^m [1 - (1-q)^{M-m}]$$

$$A_3 = \frac{2^m \{(1-q)^{m+1} - (1-q)^M [1+q(M-m-1)]\}}{q}$$

$$\beta_2 = \frac{1 - (1-q)^m (1+qM)}{q[1 - (1-q)^M]}, \quad \beta_3 = \frac{(1-q) - (1-q)^M [1+q(M-1)]}{q[1 - (1-q)^M]}$$

όπου οι παράμετροι  $\alpha, m, W_{min}$  και  $t_c$  ορίζονται όπως πριν. Επειδή έχουμε να κάνουμε με ένα κορεσμένο δίκτυο κάτω από ιδανικές συνθήκες καναλιού, ο υπολογισμός των πιθανοτήτων κατάστασης καναλιού  $p_i, p_s, p_c$  ακολουθούν τη μεθοδολογία του [56].

### Μοντέλο κατανάλωσης ενέργειας

Για να μετρήσουμε την ενεργειακή κατανάλωση υπό συνθήκες κορεσμού, πρέπει να λάβουμε υπόψη τα γεγονότα που συμβαίνουν όταν ένας κόμβος προσπαθεί να μεταδώσει το δικό του πλαίσιο δεδομένων. Για το λόγο αυτό, ας κοιτάξουμε την εξίσωση (4.11) που περιγράφει το μέσο χρόνο που ξοδεύει ένας κόμβος στην υποχώρηση. Όπως αναφέρθηκε παραπάνω, η μείωση του μετρητή ενός κόμβου εξαρτάται από το πώς αντιλαμβάνεται ο κόμβος την κατάσταση του καναλιού. Υπενθυμίζεται ότι οι καταστάσεις αυτές είναι τρεις : *επιτυχής μετάδοση, σύγκρουση, και αδρανές κανάλι*. Πρέπει να τονιστεί σε αυτό το σημείο ότι αυτές οι καταστάσεις δεν αντιστοιχούν σε “καταστάσεις λειτουργίας” μιας ασύρματης διεπαφής.

Στην κατάσταση *επιτυχούς μετάδοσης*, ο κόμβος σε υποχώρηση αντιλαμβάνεται μια επιτυχή μετάδοση στο κανάλι. Αυτή η μετάδοση μπορεί να αφορά δύο οποιουσδήποτε κόμβους του δικτύου ή να έχει σαν παραλήπτη το συγκεκριμένο κόμβο. Στην πρώτη περίπτωση, ο κόμβος σε υποχώρηση “κρυφακούει” ένα RTS και ενημερώνει το Network Allocation Vector (NAV) κατάλληλα, “παγώνοντας” το μετρητή υποχώρησης για όσο διαρκεί η τετραπλή χειραγία κάποιου άλλου κόμβου (ή διπλή χειραγία αν χρησιμοποιείται ο μηχανισμός βασικής πρόσβασης). Να σημειωθεί ότι, σε αυτήν την περίπτωση, ο κόμβος σε υποχώρηση πρώτα “κρυφακούει” το RTS

και μετά μένει αδρανής για τη διάρκεια ης διαφημισμένης μεταφοράς, όπως έχει καταγραφεί στο NAV. Στη δεύτερη περίπτωση, όταν ο κόμβος είναι ο παραλήπτης, πρέπει να λάβει τα πλαίσια RTS και δεδομένων από τον αποστολέα, και να μεταδώσει τα αντίστοιχα CTS και ACK πλαίσια στον αποστολέα. Στο μεταξύ, ισχύς καταναλώνεται κατά τα χρονικά διαστήματα SIFS και DIFS, και στην καθυστέρηση διάδοσης  $\delta$ , κατά τη διάρκεια της οποίας ο κόμβος μένει αδρανής ή ανιχνεύει το κανάλι. Στην πραγματικότητα, ισχύς καταναλώνεται επίσης όταν η διεπαφή δικτύου μεταβαίνει από μια κατάσταση σε άλλη, για παράδειγμα από την κατάσταση λήψης στην κατάσταση αδράνειας. Αυτά τα ενεργειακά κόστη μετάβασης δε λαμβάνονται υπόψη.

Στην κατάσταση σύγκρουσης του καναλιού, παρόμοια γεγονότα μπορούν να συμβούν από την πλευρά του κόμβου σε υποχώρηση, για παράδειγμα ο κόμβος είτε “κρυφακούει” είτε είναι ο παραλήπτης της μετάδοσης. Εδώ, ωστόσο, ο κόμβος σε υποχώρηση “κρυφακούει” μια ανεπιτυχή μετάδοση ή είναι ο στόχος μιας αποτυχημένης χειραψίας. Όπως πριν, ενέργεια καταναλώνεται στην κατάσταση “κρυφακούσματος” ή λήψης. Οι κόμβοι επίσης καταναλώνουν ισχύ κατά τη διάρκεια του χρονικού διαστήματος DIFS καθώς ο κόμβος περιμένει πριν να συνεχίσει τη λειτουργία υποχώρησής του, αφού προηγουμένως έχει “κρυφακούσει”/λάβει μια αποτυχημένη χειραψία. Τέλος, κατά την αδρανή κατάσταση του καναλιού, ο κόμβος σε υποχώρηση βασικά ανιχνεύει το κανάλι και μειώνει το μετρητή υποχώρησης κάθε φορά που δεν εντοπίζεται δραστηριότητα για διάρκεια μιας χρονοσχισμής [1], [56].

Αυτές οι τρεις καταστάσεις αντιστοιχούν σε στιγμές που ο κόμβος είναι σε υποχώρηση, αντιλαμβάνεται τη δραστηριότητα του καναλιού, προτού επιχειρήσει τη δική του χειραψία. Ο κόμβος επιχειρεί να ξεκινήσει μια χειραψία με τον παραλήπτη μόνο κατά το τέλος της περιόδου υποχώρησης. Κάθε φορά που η χειραψία αποτυγχάνει, ο κόμβος υποχωρεί ξανά και επαναλαμβάνει τη διαδικασία, μέχρι να επιτύχει τελικά την έναρξη της χειραψίας και πριν φτάσει το μέγιστο αριθμό επιτρεπόμενων αναμεταδόσεων, περίπτωση στην οποία απορρίπτει το πλαίσιο δεδομένων. Σε κάθε μία από τις προσπάθειες χειραψίας, ο κόμβος περιμένει μια περίοδο  $cts\_timeout$  προτού αποφασίσει ότι το RTS του δεν ήταν πετυχημένο. Στο μοντέλο που παρουσιάζεται (εξίσωση 4.11), αυτή η περίοδος επίλυσης σύγκρουσης ορίζεται ως  $t_c$ , η οποία, όπως περιγράφεται στην εξίσωση 3, περιλαμβάνει το χρόνο για τη μετάδοση του RTS πλαισίου. Για το λόγο αυτό,  $DIFS + \delta$  δευτερόλεπτα

ξοδεύονται στην ανίχνευση του καναλιού, περιμένοντας το CTS πλαίσιο που δε λαμβάνεται ποτέ.

Κατά τη διάρκεια μιας επιτυχούς τετραπλής χειραψίας με τον παραλήπτη, η κάρτα διεπαφής δικτύου μεταβαίνει σε διάφορες καταστάσεις λειτουργίας. Κατά τη διάρκεια του χρονικού διαστήματος τετραπλής χειραψίας  $\bar{T}_s$  (δηλαδή  $t_s - DIFS$ ), ο κόμβος μεταδίδει ένα RTS και ένα πλαίσιο δεδομένων (που εκφράζονται στην εξίσωση (4.9) από τον επικεφαλίδα  $H$  και το ωφέλιμο φορτίο  $P$ , λαμβάνει τα CTS και ACK από τον παραλήπτη και μένει αδρανής κατά τα διαστήματα που αντιστοιχούν στα SIFS και στις καθυστερήσεις διάδοσης  $\delta$ . Με βάση τα εμπειρικά αποτελέσματα που αναφέρονται από την Feeney στο [32] και παρουσιάστηκαν παραπάνω, τα κόστη κρυφακούσματος ενός πλαισίου, παραμονής σε αδράνεια, ή ανίχνευσης του καναλιού είναι οριακά διαφορετικά από το κόστος λήψης ενός πλαισίου. Ακολουθείται η ίδια υπόθεση και σε αυτό το μοντέλο οπότε θεωρούνται δύο επίπεδα ισχύος μόνο: παθητική, ή  $P_{pas}$ , για τις τέσσερις προαναφερθείσες καταστάσεις, και ενεργή, ή  $P_{act}$ , για την κατάσταση στην οποία η κάρτα διεπαφής δικτύου μεταδίδει. Κάτω από αυτές τις προϋποθέσεις, αυτό που χρειάζεται είναι ο υπολογισμός των χρονικών διαστημάτων στα οποία η διεπαφή δικτύου είναι είτε στην “παθητική” είτε στην “ενεργή” κατάσταση.

Από προηγούμενες αναφορές, ένας κόμβος θα είναι στην “παθητική” κατάσταση κατά την υποχώρηση εκτός από την περίπτωση που είναι παραλήπτης μιας αίτησης χειραψίας, οπότε θα πρέπει να μεταδώσει CTS και ACK πλαίσια πίσω στον αποστολέα. Αν συμβολίσουμε με  $T_{pas}^{back}$  το χρόνο που ένας κόμβος είναι στην παθητική κατάσταση κατά τη διάρκεια της υποχώρησης, έχουμε από την εξίσωση (4.11):

$$T_{pas}^{back} = \frac{a(W_{min}\beta_1 - \beta_2)}{2} \quad (4.12)$$

Στο τέλος της περιόδου υποχώρησης, ο κόμβος επιχειρεί να εκκινήσει μια χειραψία με τον παραλήπτη. Πριν επιτύχει σε αυτό, ο κόμβος θα σπαταλήσει  $\beta_3 t_c$  δευτερόλεπτα, κατά μέσο όρο, σε επιλύσεις συγκρούσεων λόγω ανεπιτυχών προσπαθειών (όπως φαίνεται στην εξίσωση (4.11)). Σε κάθε χρονικό διάστημα επίλυσης συγκρούσεων  $t_c$ , ο κόμβος σπαταλά  $DIFS + \delta$  δευτερόλεπτα στην “παθητική” λειτουργία. Αν το  $T_{pas}^{col-res}$  εκφράζει το μέσο χρόνο που σπαταλάται

στην “παθητική” λειτουργία κατά τη διάρκεια επίλυσης συγκρούσεων και, παρόμοια,  $T_{act}^{col-res}$  το μέσο χρόνο που σπαταλάται στην “ενεργητική” λειτουργία κατά τη διάρκεια επίλυσης συγκρούσεων, τότε:

$$T_{pas}^{col-res} = \beta_3(DIFS + \delta) \quad \text{και} \quad T_{act}^{col-res} = \beta_3 RTS . \quad (4.13)$$

Όταν ο κόμβος επιτυγχάνει την εκτέλεση χειραψίας, θα σπαταλήσει  $T_{pas}^{4-way}$  δευτερόλεπτα στην “παθητική” λειτουργία κατά τη διάρκεια της τετραπλής χειραψίας. Από την εξίσωση (3), αυτό το χρονικό διάστημα αντιστοιχεί σε

$$T_{pas}^{4-way} = CTS + ACK + 3 \times SIFS + 4\delta \quad (4.14)$$

Ενώ στη μετάδοση ο κόμβος θα σπαταλήσει

$$T_{act}^{4-way} = RTS + H + E\{P\} \quad (4.15)$$

Τέλος, πρέπει να λάβουμε υπόψη και την περίπτωση που ο κόμβος είναι ο παραλήπτης της αίτησης χειραψίας κατά τη διάρκεια της υποχώρησής του, στην οποία περίπτωση χρειάζεται να μεταδώσει CTS και ACK πλαίσια πίσω στον αποστολέα. Σε ένα ad hoc δίκτυο μονού άλματος (single-hop) κάτω από ιδανικές συνθήκες καναλιού δεν υπάρχει το πρόβλημα κρυμμένου τερματικού. Για το λόγο αυτό, γίνεται η υπόθεση ότι όλες οι συγκρούσεις πακέτων είναι εξαιτίας RTS συγκρούσεων προς τον παραλήπτη. Αυτό σημαίνει ότι, υπό αυτές τις προϋποθέσεις, κανένα CTS ή ACK πλαίσιο δεν μεταδίδεται ανεπιτυχώς. Έτσι, ο παραλήπτης μιας αίτησης χειραψίας μεταδίδει μόνο ένα CTS και ένα ACK πλαίσιο για κάθε αίτηση μετάδοσης δεδομένων, για παράδειγμα, μόνο αυτά τα πλαίσια που αντιστοιχούν στην ολοκλήρωση μιας επιτυχούς χειραψίας. Επιπλέον, υποθέτοντας μια ισορροπημένη και δίκαιη κατανομή φορτίου στο δίκτυο, αν το  $T_{total}$  εκφράζει το συνολικό χρόνο παρατήρησης, τότε, κατά μέσο όρο,  $T_{total}/\bar{T}$  πλαίσια δεδομένων θα ληφούν από οποιονδήποτε κόμβο κατά τη διάρκεια του διαστήματος  $T_{total}$ . Όπως παρατηρήθηκε, για κάθε πλαίσιο δεδομένων που μεταδίδεται επιτυχώς, υπάρχει ένα και μόνο ένα CTS και ACK πλαίσιο σταλμένο από τον παραλήπτη. Έτσι, ο μέσος χρόνος  $T_{act}^{back}$  που περνάει ένας κόμβος μεταδίδοντας CTS και ACK πλαίσια προς άλλους κόμβους (ενώ ο ίδιος ο κόμβος είναι σε υποχώρηση) δίνεται από τη σχέση

$$T_{act}^{back} = \bar{N}(CTS + ACK) \quad (4.16)$$

όπου  $\bar{N} = T_{total}/\bar{T}$  είναι ο μέσος αριθμός πλαισίων δεδομένων που μεταδίδονται μέσα στο διάστημα  $T_{total}$ . Ως εκ τούτου, αν  $E_{passive}$  και  $E_{active}$  εκφράζουν την

ενεργειακή κατανάλωση στην “παθητική” και ενεργητική λειτουργία αντίστοιχα, κατά τη διάρκεια του χρόνου παρατήρησης  $T_{total}$ , τότε από τα παραπάνω

$$E_{passive} = \bar{N}P_{pas}(T_{pas}^{back} + T_{pas}^{col-res} + T_{pas}^{4-way}) \quad (4.17)$$

$$E_{active} = \bar{N}P_{act}(T_{act}^{back}\bar{N}^{-1} + T_{act}^{col-res} + T_{act}^{4-way}) \quad (4.18)$$

όπου το  $\bar{N}^{-1}$  θεωρεί το  $\bar{N}$  ότι έχει ήδη συμπεριληφθεί στο  $T_{act}^{back}$ .

Τέλος, η ολική κατανάλωση ενέργειας είναι απλά

$$E_{total} = E_{passive} + E_{active} \quad (4.19)$$

### 4.3 Πρωτόκολλα εξοικονόμησης ενέργειας

Ένα πρωτόκολλο εξοικονόμησης ενέργειας φροντίζει ώστε ο κόμβος να βρίσκεται στην κατάσταση ύπνου έτσι ώστε να εξοικονομεί ενέργεια. Ένας κόμβος σε κατάσταση ύπνου δε λαμβάνει και δεν προωθεί πακέτα, κάτι που μπορεί να διακόψει τη ροή της κίνησης σε ένα ad hoc δίκτυο πολλαπλών διαδρομών. Άρα, τα πρωτόκολλα που θα αναφερθούν σκοπεύουν στη μεγαλύτερη δυνατή εξοικονόμηση ενέργειας ελαχιστοποιώντας, ταυτόχρονα, την επίδραση στη ρυθμαπόδοση, στην καθυστέρηση διάδοσης και στην καθυστέρηση δρομολόγησης. Τα πρωτόκολλα εξοικονόμησης ενέργειας χωρίζονται σε δύο κατηγορίες : πρωτόκολλα επιπέδου δικτύου και πρωτόκολλα επιπέδου MAC.

#### 4.3.1 Πρωτόκολλα εξοικονόμησης ενέργειας επιπέδου

##### δικτύου

Αποτελούν τη μεγαλύτερη κατηγορία πρωτοκόλλων εξοικονόμησης ενέργειας. Βασίζονται στις εξής στρατηγικές:

- Η πρώτη και πιο απλή προσέγγιση είναι ένας συγχρονισμένος μηχανισμός εξοικονόμησης ενέργειας. Οι κόμβοι ξυπνούν περιοδικά για να διαπιστώσουν εάν υπάρχει εκκρεμής κίνηση για αυτούς και παραμένουν ξύπνιοι για να πραγματοποιήσουν τις εκκρεμείς ανταλλαγές τους, αν υπάρχουν. Όμως, τα αυστηρά καθορισμένα χρονικά παράθυρα για να πραγματοποιηθεί η παραπάνω διαδικασία, οδηγούν σε υψηλή καθυστέρηση. Επίσης, ο συγχρονισμός των

κόμβων είναι αρκετά δύσκολο να πραγματοποιηθεί σε ένα δυναμικά μεταβαλλόμενο δίκτυο ad hoc.

- Η δεύτερη προσέγγιση βασίζεται στην τοπολογία του δικτύου. Επιλέγεται μια ομάδα κόμβων που είναι αντιπροσωπευτική ολόκληρου του δικτύου. Οι κόμβοι που αποτελούν αυτή την ομάδα, εξασφαλίζουν συνδεσιμότητα ανάλογη με αυτήν ολόκληρου του δικτύου. Έτσι, οι υπόλοιποι κόμβοι μπορούν να βρίσκονται στην κατάσταση ύπνου με ασήμαντη επιβάρυνση της επίδοσης του δικτύου. Τα πρωτόκολλα αυτά μπορούν να είναι είτε σύγχρονα ή ασύγχρονα.
- Η τρίτη προσέγγιση αφορά καθαρά ασύγχρονο τρόπο λειτουργίας. Κάθε κόμβος διατηρεί ξεχωριστό πρόγραμμα για τη μετάβασή του σε κάθε κατάσταση (αναμονής ή ύπνου). Ο μόνος περιορισμός στα προγράμματα των κόμβων δηλώνει ότι θα πρέπει να είναι τέτοια ώστε να υπάρχει αλληλοκάλυψη στα προγράμματα των γειτονικών κόμβων, αλλιώς θα ήταν αδύνατη η λειτουργία του δικτύου. Επίσης, καθορίζονται κανόνες αναμετάδοσης έτσι ώστε ένας πεπερασμένος αριθμός προσπαθειών να είναι απαραίτητος ώστε δύο κόμβοι να επικοινωνήσουν.

#### **4.3.2 Σύγχρονα πρωτόκολλα εξοικονόμησης ενέργειας**

Στα σύγχρονα πρωτόκολλα εξοικονόμησης ενέργειας, οι κόμβοι ξυπνούν περιοδικά και ανταλλάσσουν μηνύματα σχετικά με εκκρεμούσα κίνηση [1]. Μια πολύ σημαντική απόφαση έχει να κάνει με την επιλογή των χρονικών διαστημάτων μεταξύ των φάσεων αναμονής-ύπνου καθώς και με τη διάρκεια κάθε φάσης έτσι ώστε να επιτυγχάνεται μέγιστη εξοικονόμηση ενέργειας και μικρή επιβάρυνση στη ρυθμαπόδοση και την καθυστέρηση. Επίσης, θα πρέπει οι κόμβοι να διατηρούν ένα αυστηρώς καθορισμένο κύκλο αναμονής-ύπνου που θα ισχύει για όλο το δίκτυο.

Το πρωτόκολλο εξοικονόμησης ενέργειας που καθορίζεται στο πρότυπο 802.11, είναι ένα σύγχρονο πρωτόκολλο. Αν και έχει κάποιες ιδιαιτερότητες, είναι έντονα σχετικό με την εξοικονόμηση ενέργειας σε ad hoc δίκτυα.

Στα ad hoc δίκτυα δεν υπάρχει σταθμός βάσης. Όμως, θεωρητικά υπάρχει ένας κόμβος που εκκινεί τη λειτουργία του δικτύου. Ο κόμβος αυτός καθορίζει μέσω ειδικού σήματος (beacon), τη διάρκεια του συγχρονισμένου διαλλείματος (διάρκεια φάσεων) που θα ακολουθήσουν όλοι οι κόμβοι του δικτύου. Ακόμη, καθορίζεται ένα



παράθυρο σταθερού χρόνου (ad hoc traffic indication message window, ATIM) που λαμβάνει χώρα στην αρχή κάθε διαλλείματος. Όλοι οι κόμβοι του δικτύου ξυπνούν συγχρονισμένα στην αρχή της προκαθορισμένης περιόδου και μένουν ξύπνιοι μέχρι να περάσει ο χρόνος διαλλείματος. Μόλις ξυπνάνε, οι κόμβοι τυχαία ανταγωνίζονται να μεταδώσουν το ειδικό σήμα (beacon), συγχρονίζοντας τους εαυτούς τους με το πρώτο ειδικό σήμα που θα λάβουν. Στη συνέχεια, κάθε κόμβος που έχει κίνηση μονοεκπομπής (unicast traffic) για κάποιο κόμβο, του στέλνει μια ανακοίνωση ATIM. Κάθε κόμβος που λαμβάνει ανακοίνωση ATIM στέλνει πίσω μια γνωστοποίηση για επιβεβαίωση λήψης ανακοίνωσης ATIM. Εάν κάποιος κόμβος θέλει να προχωρήσει σε εκπομπή (broadcast) ή πολυεκπομπή (multicast), τότε στέλνει την ανακοίνωση ATIM στους κόμβους προορισμούς αλλά δε λαμβάνει γνωστοποίηση. Έτσι, κατά τη διάρκεια του χρονικού παραθύρου ATIM, μόνο ειδικά σήματα (beacons), μηνύματα ανακοινώσεων και γνωστοποιήσεις ανταλλάσσονται. Αποφεύγεται έτσι ο ανταγωνισμός των μηνυμάτων αυτών με πακέτα δεδομένων. Στο τέλος του χρονικού παραθύρου ATIM, οι κόμβοι που δεν έχουν στείλει ή λάβει ανακοινώσεις ATIM, γυρνούν σε κατάσταση ύπνου. Όλοι οι υπόλοιποι κόμβοι, μένουν ξύπνιοι για το υπόλοιπο του διαλλείματος και ανταλλάσσουν την πληροφορία που είχαν αναγγείλει με τις ανακοινώσεις ATIM [1].

Από την παραπάνω ανάλυση προκύπτει πόσο σημαντική είναι για την απόδοση του πρωτοκόλλου, η κατάλληλη επιλογή του χρόνου διαλλείματος και του χρόνου ATIM. Συγκεκριμένα, εάν ο χρόνος ATIM είναι πολύ μικρός, όλες οι ανακοινώσεις ATIM δε θα ληφθούν από τους δέκτες τους ή ακόμα και αν ληφθούν, μπορεί να μην προλάβουν να φτάσουν στον προορισμό τους οι γνωστοποιήσεις. Έτσι, θα έχουμε μειωμένη χρησιμοποίηση. Αν το παράθυρο ATIM είναι πολύ μεγάλο, οι κόμβοι και θα μείνουν περισσότερη ώρα στην ξύπνια κατάσταση αλλά και θα δηλωθεί για μετάδοση πολύ μεγαλύτερος όγκος δεδομένων από αυτόν που θα μπορεί να μεταδοθεί στη διάρκεια του εναπομείναντος διαλλείματος. Αντίστοιχα, αν ο χρόνος διαλλείματος είναι πολύ μικρός, η επιβάρυνση της εναλλαγής των κύκλων, της μετάδοσης των ειδικών σημάτων και των ανακοινώσεων θα είναι υψηλή. Αν ο χρόνος διαλλείματος είναι μεγάλος, περισσότερες ανακοινώσεις θα μεταδοθούν στο παράθυρο ATIM και περισσότεροι κόμβοι θα μείνουν ξύπνιοι μετά την πάροδο του ATIM. Επίσης, θα εμφανιστεί έντονος ανταγωνισμός μιας και θα είναι πολλοί οι κόμβοι που θα προσπαθούν να μεταδώσουν σε κάθε διάλλειμα. Μελέτες έδειξαν ότι για δίκτυα με

υψηλό φορτίο, η μέγιστη ρυθμαπόδοση επιτυγχάνεται όταν το χρονικό διάστημα ATIM είναι το 25% του συνολικού διαλλείματος [1].

Το πρωτόκολλο που εξετάστηκε, δε θεωρείται από τα πλέον αποδοτικά πρωτόκολλα για ad hoc δίκτυα. Μπορεί να μειώνει κάπως την κατανάλωση ενέργειας αλλά όχι σημαντικά. Το γεγονός αυτό κυρίως οφείλεται στο πώς αντιμετωπίζει το πρωτόκολλο την περίπτωση της εκπομπής (broadcast). Όλοι οι κόμβοι που δέχθηκαν την ανακοίνωση ATIM θα παραμείνουν ξύπνιοι για το υπόλοιπο χρόνο του διαλλείματος. Τέλος, εισάγεται σημαντική καθυστέρηση σε διαδρομές πολλαπλών βημάτων μιας και τα δεδομένα μπορούν να προχωρούν μόνο ένα άλμα σε κάθε διάλλειμα.

### **4.3.3 Πρωτόκολλα εξοικονόμησης ενέργειας βασισμένα στην τοπολογία**

Τα πρωτόκολλα αυτά, βασίζονται στην επιλογή ενός υποσυνόλου κόμβων του δικτύου, το οποίο είναι τοπολογικά αντιπροσωπευτικό για ολόκληρο το δίκτυο. Οι επιλεγμένοι κόμβοι παραμένουν συνεχώς στην κατάσταση αναμονής (idle state) και προωθούν κίνηση του δικτύου. Οι υπόλοιποι κόμβοι, περνούν την περισσότερη ώρα στην κατάσταση ύπνου, ξυπνώντας περιοδικά για να συμμετάσχουν στην εκλογή των ειδικών κόμβων ή για να γίνουν αποδέκτες εκκρεμούσας κίνησης. Άρα, τα πρωτόκολλα βασισμένα στην τοπολογία του δικτύου, θα πρέπει να παρέχουν ακριβείς μηχανισμούς για την επιλογή του υποσυνόλου των κόμβων και για την προώθηση κίνησης.

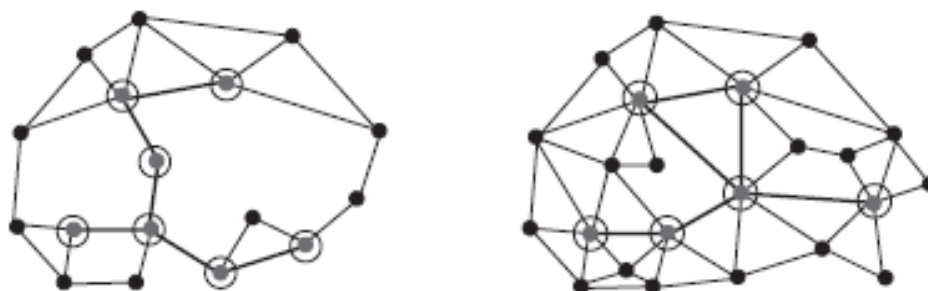
Το πρόβλημα της επιλογής ενός βέλτιστου υποσυνόλου κόμβων είναι πολύ σημαντικό. Το υποσύνολο θα πρέπει να επιλεγεί ώστε να διατηρεί την αποτελεσματική χωρητικότητα του δικτύου και να μειώνει τις επιπτώσεις του πρωτοκόλλου εξοικονόμησης ενέργειας στη ρυθμαπόδοση και στην καθυστέρηση. Επίσης, θα πρέπει να πραγματοποιείται εκ νέου η διαδικασία επιλογής των κόμβων λόγω αποτυχίας ή κινητικότητας των κόμβων. Ακόμη, οι κόμβοι που επιλέγονται να βρίσκονται συνεχώς στην κατάσταση αναμονής, καταναλώνουν σημαντικά περισσότερη ενέργεια από τους υπόλοιπους κόμβους. Άρα, θα πρέπει να υπάρχει μέριμνα να αλλάζουν ρόλους οι κόμβοι έτσι ώστε να εξασφαλίζεται η μέγιστη διάρκεια ζωής του δικτύου [1].

Τα πρωτόκολλα εξοικονόμησης ενέργειας βασισμένα στην τοπολογία, δε θεωρούνται σύγχρονα πρωτόκολλα. Όμως, μπορεί να βασίζονται σε σύγχρονους μηχανισμούς για την αποθήκευση (buffering) κίνησης για κόμβους που κοιμούνται. Ακόμη, πολλά πρωτόκολλα χρησιμοποιούν πληροφορία συνδεσιμότητας για να αποφασίσουν ποιοι κόμβοι θα αποτελέσουν το κρίσιμο υποσύνολο κόμβων. Στην περίπτωση αυτή, κόμβοι που δεν ανήκουν στο ειδικό υποσύνολο, θα πρέπει να ανταλλάξουν κίνηση για να καθορίσουν τη συνδεσιμότητά τους. Κάποιος μηχανισμός προγραμματισμού πρέπει να αναλάβει αυτή τη διαδικασία γιατί δε μπορεί να υποστηριχθεί από το υπάρχον υποσύνολο κόμβων. Πάντως, η επιλογή των κόμβων μπορεί να γίνει έμμεσα ή με πιθανοτικά. Τέτοιοι μηχανισμοί προσφέρονται για ασύγχρονη λειτουργία.

Παρακάτω δίνεται ένα παράδειγμα αλγορίθμου για την επιλογή του ειδικού υποσυνόλου κόμβων (κυρίαρχου συνόλου κόμβων).

#### 4.3.3.1 Κυρίαρχα σύνολα (dominating sets)

Ένα κυρίαρχο σύνολο είναι ένα υποσύνολο κόμβων κατάλληλα επιλεγμένο, έτσι ώστε κάθε κόμβος να είτε να ανήκει στο υποσύνολο αυτό ή να είναι γείτονας ενός κόμβου που ανήκει σ' αυτό το υποσύνολο. Σ' ένα συνδεδεμένο κυρίαρχο σύνολο, οι κυρίαρχοι κόμβοι σχηματίζουν ένα συνδεδεμένο υπογράφο του δικτύου (Σχήμα 4.1). Η ραχοκοκαλιά (backbone) που σχηματίζεται, μπορεί να χρησιμοποιηθεί ως βάση για τα πρωτόκολλα εξοικονόμησης ενέργειας βασισμένα στην τοπολογία του δικτύου.



Σχήμα 4.1: Συνδεδεμένα κυρίαρχα σύνολα κόμβων

Η διαδικασία εύρεσης μιας κυρίαρχης ομάδας με τον ελάχιστο αριθμό κόμβων είναι υπολογιστικά δύσκολη. Άρα, τα πρωτόκολλα που βασίζονται σε κυρίαρχες ομάδες θα πρέπει να ορίζουν μερικούς καταναμημένους αλγόριθμους που να προσεγγίζουν μια

κυρίαρχη ομάδα. Οι περισσότεροι αλγόριθμοι έχουν δύο φάσεις λειτουργίας. Η προσέγγιση αυτή προϋποθέτει κάποιο συγχρονισμό που θα εξασφαλίζει συνεχή λειτουργία. Στην πρώτη φάση, οι κόμβοι ανταλλάσσουν πληροφορία γειτονιάς (neighbor information) και κάθε κόμβος που έχει δύο μη-συνδεδεμένους γείτονες, χαρακτηρίζει τον εαυτό του σα μέλος του συνδεδεμένου κυρίαρχου συνόλου. Το κυρίαρχο σύνολο μετά την πρώτη φάση, πιθανώς να είναι πολύ μεγαλύτερο από το ελάχιστο δυνατό. Στη δεύτερη φάση, απορρίπτονται από το κυρίαρχο σύνολο οι κόμβοι των οποίων η γειτονιά-ενός-άλματος (one-hop neighborhood) περιέχεται στη γειτονιά-ενός-άλματος ενός γειτονικού κόμβου ή περιέχεται στο χώρο που προκύπτει από την ένωση δύο τέτοιων γειτονιών-ενός-άλματος [1]. Όποτε είναι δυνατόν, κόμβοι με χαμηλά αποθέματα ενέργειας εξαιρούνται από το κυρίαρχο σύνολο.

Στη συνέχεια, περιγράφονται δύο πρωτόκολλα εξοικονόμησης ενέργειας που βασίζονται στην τοπολογία του δικτύου : το Span και το Gaf.

#### **4.3.3.2 Span**

Το πρωτόκολλο Span είναι ένα πλήρως καθορισμένο πρωτόκολλο εξοικονόμησης ενέργειας, βασισμένο σε μια ραχοκοκαλιά δρομολόγησης (routing backbone) που αποτελείται από ένα συνδεδεμένο κυρίαρχο σύνολο κόμβων (οι κόμβοι του συνόλου αυτού ονομάζονται συντονιστές (coordinator)). Οι συντονιστές βρίσκονται συνεχώς σε κατάσταση αναμονής ενώ οι κόμβοι που δεν είναι συντονιστές, ξυπνούν περιοδικά για να ανταλλάξουν κίνηση με τους συντονιστές και να συμμετάσχουν στην εκλογή τους. Οι συντονιστές ενεργούν ως μια μικρής καθυστέρησης ραχοκοκαλιά προώθησης για ολόκληρο το δίκτυο. Επίσης, αποθηκεύουν κίνηση που προορίζεται για κόμβους που κοιμούνται, ενεργώντας κατά κάποιο τρόπο σα σταθμοί βάσης για τους κόμβους αυτούς.

Ο αλγόριθμος εκλογής των συντονιστών είναι παρόμοιος με αυτόν που περιγράφηκε παραπάνω. Οι κόμβοι προσωρινά προσχωρούν στο κυρίαρχο σύνολο αλλά μετά αποχωρούν με βάση συγκεκριμένη διαδικασία. Οι κόμβοι εκπέμπουν περιοδικά μηνύματα HELLO για να καθορίσουν την δύο-αλμάτων γειτονιά τους (δηλαδή, γειτονιά που αποτελείται από όλους εκείνους τους κόμβους που απέχουν μέχρι δύο άλματα από τον κόμβο). Ένας κόμβος αυτοχαρακτηρίζεται υποψήφιος για συντονιστής εάν διαπιστώσει ότι δύο γειτονικοί του κόμβοι δε μπορούν να

επικοινωνήσουν άμεσα μεταξύ τους ή μέσω άλλων συντονιστών [1]. Κάθε υποψήφιος κόμβος προγραμματίζει ένα χρονικό διάστημα, στο οποίο αναμένει να ακούσει ανακοινώσεις από άλλους κόμβους. Αν ο κόμβος είναι ακόμη υποψήφιος στο τέλος αυτού του διαστήματος (για παράδειγμα, κανένας κατάλληλος συντονιστής δεν ανακοίνωσε την παρουσία του), τότε ο κόμβος στέλνει τη δική του ανακοίνωση σε συντονιστή. Το χρονικό διάστημα που περιμένει ο κόμβος μέχρι να εκπέμψει την ανακοίνωση (οπότε πλέον θεωρείται συντονιστής) έχει τόσο τυχαία όσο και προσαρμοστικά στοιχεία. Για παράδειγμα, κόμβοι οι οποίοι έχουν μεγαλύτερη αποτελεσματικότητα να συνδέουν νέα ζευγάρια γειτόνων και μεγαλύτερα αποθέματα ενέργειας, ανακοινώνουν τον εαυτό τους ως συντονιστή πολύ γρηγορότερα απ' ότι λιγότερο αποτελεσματικοί κόμβοι, οι οποίοι αναμένουν περισσότερο χρόνο. Οι τελευταίοι γίνονται συντονιστές μόνο αν κρίνεται απαραίτητο για τη δημιουργία του συνδεδεμένου κυρίαρχου συνόλου. Κάθε κόμβος που είναι συντονιστής, παραιτείται από το αξίωμά του ύστερα από κάποιο χρόνο, δίνοντας την ευκαιρία και σε άλλους κόμβους να εξετάσουν αν πληρούν τα κριτήρια να γίνουν συντονιστές, ενώ παράλληλα προστατεύει τα δικά του ενεργειακά αποθέματα. Η εναλλαγή των ρόλων, τείνει να εξισώνει τα ενεργειακά αποθέματα των κόμβων, ακόμα και αν αυτά αρχικά ακολουθούσαν μια έντονα ανομοιόμορφη κατανομή.

Οι συντονιστές αποθηκεύουν (buffer) κίνηση που προορίζεται για τους “κοιμισμένους” γείτονές τους, χρησιμοποιώντας το μηχανισμό ανακοίνωσης κίνησης που χρησιμοποιείται στο IEEE 802.11 και περιγράφηκε σε προηγούμενη παράγραφο. Επειδή οι συντονιστές είναι συνεχώς ξύπνιοι, δε χρειάζεται να ακολουθήσουν το μηχανισμό ανακοίνωσης κίνησης για ανταλλαγή δεδομένων μεταξύ τους [1]. Έτσι, ένα μέρος του χρόνου διαλλείματος μπορεί να χρησιμοποιηθεί για κίνηση μεταξύ των συντονιστών. Γενικά, η κίνηση προωθείται (με μικρή καθυστέρηση) κατά μήκος του δικτύου των συντονιστών, μέχρι να φτάσει σε ένα συντονιστή που έχει γείτονα τον κόμβο-προορισμό. Εκεί, αποθηκεύεται περιμένοντας τον προορισμό να ξυπνήσει.

Η απόδοση του πρωτοκόλλου Span έχει μελετηθεί σε πλήθος πειραμάτων. Τα αποτελέσματα έδειξαν ότι σε σχέση με το πρωτόκολλο εξοικονόμησης ενέργειας του IEEE 802.11, το Span για πυκνά δίκτυα (12-78 κόμβοι ανά περιοχή μετάδοσης) παρέχει 50% παραπάνω εξοικονόμηση ενέργειας, με μηδαμινή επιβάρυνση στη ρυθμ απόδοση (throughput) και στις απώλειες πακέτων (packet loss). Αυξάνοντας ακόμη περισσότερο την πυκνότητα του δικτύου, έχουμε μικρή αύξηση στην

εξοικονόμηση ενέργειας λόγω της αύξησης του επιπλέον φορτίου που εισάγει ο μηχανισμός ανακοινώσεων. Η καθυστέρηση (latency) αυξάνει από δύο έως τέσσερις φορές και συνεχίζει να αυξάνει με την αύξηση της πυκνότητας του δικτύου. Η εναλλαγή των κόμβων στο ρόλο του συντονιστή, προκαλεί εξισορρόπηση της ενέργειας των κόμβων και αυξάνει από 50% έως 100% το χρόνο ζωής του δικτύου. Πάντως, ακόμη και με τη χρήση του πρωτοκόλλου Span, η ενέργεια που καταναλώνεται για λήψη και αποστολή κίνησης αντιστοιχεί κάτω από το 10% της συνολικά καταναλισκόμενης ενέργειας στο δίκτυο.

### **4.3.3.3 Πρωτόκολλο γεωγραφικής προσαρμοστικής πιστότητας (Geographic adaptive fidelity, GAF)**

Το πρωτόκολλο GAF είναι ένα πρωτόκολλο εξοικονόμησης ενέργειας το οποίο για την επιλογή των αντιπροσωπευτικών του κόμβων βασίζεται στην πληροφορία θέσης και όχι στη συμμετοχή σε ένα κυρίαρχο σύνολο κόμβων. Χρησιμοποιείται κυρίως σε δίκτυα αισθητήρων. Οι κόμβοι που είναι πηγές δεδομένων (data sources) ή αποδέκτες (sinks), δε συμμετέχουν στο πρωτόκολλο [1]. Ακόμη, δεν προβλέπεται αποθήκευση δεδομένων για κόμβους που βρίσκονται σε κατάσταση ύπνου.

Το πρωτόκολλο GAF χωρίζει το δίκτυο με βάση ένα γεωγραφικό πλέγμα. Το μέγεθος του πλέγματος καθορίζεται έτσι ώστε κάθε κόμβος ενός τετραγώνου του πλέγματος να είναι εντός της ακτίνας εκπομπής κάθε κόμβου που βρίσκεται σε οποιοδήποτε γειτονικό τετράγωνο πλέγματος. Αυτή η δομή εξασφαλίζει ότι όλοι οι κόμβοι σε ένα τετράγωνο πλέγματος είναι ισότιμοι στη διασφάλιση συνδεσιμότητας σε κάθε γειτονικό τετράγωνο πλέγματος. Με ένα κόμβο που είναι ξύπνιος σε κάθε τετράγωνο πλέγματος, εξασφαλίζεται συνδεσιμότητα για όλο το δίκτυο.

Επειδή η συνδεσιμότητα εξασφαλίζεται από τη δομή του πλέγματος, για την επιλογή του ενεργού κόμβου σε κάθε τετράγωνο πλέγματος, δεν χρειάζεται αυστηρή ανταλλαγή πληροφορίας συνδεσιμότητας. Κάθε κόμβος μεταβαίνει ανεξάρτητα στις τρεις καταστάσεις : ύπνου, ανακάλυψης και ενεργή. Οι κόμβοι περιοδικά ξυπνούν από την κατάσταση ύπνου και μεταβαίνουν στην κατάσταση ανακάλυψης. Στην κατάσταση ανακάλυψης, ο κόμβος ακούει για ανακοινώσεις άλλων κόμβων και μπορεί να ανακοινώνει την ταυτότητα της δικής του θέσης πλέγματος (grid position ID) όπως και την υπολειπόμενη ενέργειά του. Αν ο κόμβος δεν ακούσει ανακοίνωση

από κόμβο με “ιεραρχικά ανώτερα” χαρακτηριστικά (για παράδειγμα μεγαλύτερα αποθέματα ενέργειας), μεταβαίνει στην ενεργή κατάσταση. Διαφορετικά, επιστρέφει στην κατάσταση ύπνου. Κάθε κόμβος που βρίσκεται σε ενεργή κατάσταση είναι υπεύθυνος για τη διατήρηση της συνδεσιμότητας του τετραγώνου πλέγματος στο οποίο ανήκει με το υπόλοιπο δίκτυο, με περιοδική εκπομπή της κατάστασής του. Αφού περάσει κάποιο χρόνο στην ενεργό κατάσταση, ο κόμβος επιστρέφει στην κατάσταση ανακάλυψης επιτρέποντας έτσι και σε άλλους κόμβους του τετραγώνου πλέγματος να μεταβούν στην ενεργό κατάσταση [1].

Ο καθορισμός της “ιεραρχίας” και του χρόνου που διαρκεί η κάθε κατάσταση, μπορούν να ρυθμίσουν το GAF, ανταλλάσσοντας κατανάλωση ενέργειας με το ρίσκο κανένας ενεργός κόμβος να μην υπάρχει σε κάποιο τετράγωνο πλέγματος. Η ιεραρχία καθορίζεται έτσι ώστε να υπάρχει μια ισορροπία στην κατανάλωση ενέργειας, τοποθετώντας “ψηλά” στην ιεραρχία κόμβους με περισσότερα αποθέματα ενέργειας και τον υψηλότερο προσδοκώμενο χρόνο παρουσίας στο ίδιο τετράγωνο πλέγματος. Ο χρόνος που οι κόμβοι περνούν στην κατάσταση ύπνου, επιλέγεται έτσι ώστε οι κόμβοι θα ξυπνήσουν όταν χρειαστεί να αντικαταστήσουν ένα ενεργό κόμβο.

Κατά την παρούσα περίοδο, το πρωτόκολλο δρομολόγησης των ad hoc δικτύων δρα ανεξάρτητα από το πρωτόκολλο GAF. Το γεγονός αυτό επιτρέπει την απομόνωση της επίδρασης του πρωτοκόλλου εξοικονόμησης ενέργειας GAF στην απόδοση του πρωτόκολλου δρομολόγησης. Μελέτες έδειξαν ότι το AODV και το AODV/GAF εμφανίζουν σχεδόν ίδιους ρυθμούς μετάδοσης δεδομένων και καθυστερήσεις μετάδοσης ενώ η κατανάλωση ισχύος ανά κόμβο μειώνεται κατά 40% με 50%. Ακόμη, αύξηση της πυκνότητας του δικτύου προκαλεί ανάλογη αύξηση στη διάρκεια ζωής του. Ίδια αποτελέσματα προκύπτουν συνδυάζοντας το πρωτόκολλο GAF με το DSR. Από την άλλη μεριά, χρειάζεται προσοχή όταν χρησιμοποιούνται γεωγραφικά πρωτόκολλα.

#### **4.4 Ασύγχρονα πρωτόκολλα εξοικονόμησης ενέργειας**

Τα ασύγχρονα πρωτόκολλα εξοικονόμησης ενέργειας επιτρέπουν στους κόμβους να διατηρούν ανεξάρτητα, ακόμη και διαφορετικά, προγράμματα. Οι κανόνες για τον προγραμματισμό καθορίζονται έτσι ώστε οι καταστάσεις αφύπνισης των γειτονικών κόμβων κάποια στιγμή τελικά να αλληλεπικαλύπτονται. Επίσης, κανόνες

επανεκπομπής καθορίζονται έτσι ώστε οι γείτονες να μπορέσουν να ανταλλάξουν πληροφορίες τελικά. Βασικό μειονέκτημα των πρωτοκόλλων είναι η επίδραση στην καθυστέρηση, με την κίνηση εκπομπής (broadcast traffic) και την καθυστέρηση διαδρομής να επηρεάζονται σημαντικά .

#### **4.4.1 Πρωτόκολλο BECA (Basic Energy Conservation Algorithm)/AFECA (Adaptive Fidelity Energy Conservation Algorithm)**

Το πρωτόκολλο BECA/AFECA είναι πρόδρομος του GAF αλλά δε βασίζεται στην πληροφορία θέσης. Όπως και το GAF, προορίζεται για χρήση κυρίως στα δίκτυα αισθητήρων. Σχεδιάζεται να ενοποιηθεί με ένα κατ' απαίτηση (on demand) πρωτόκολλο δρομολόγησης ad hoc δικτύων, που ανακαλύπτει διαδρομές με χρήση εκπομπής πλημμύρας μηνυμάτων (broadcast flooding). Το BECA/AFECA λειτουργεί με ασύγχρονο τρόπο, διατηρώντας τη συνδεσιμότητα του δικτύου μέσα από ισχυρές χρονικές εξαρτήσεις με το σχετικό πρωτόκολλο δρομολόγησης.

Στο βασικό αλγόριθμο συντήρησης ενέργειας (Basic Energy Conservation Algorithm, BECA), κάθε κόμβος ανεξάρτητα μεταβαίνει ανάμεσα στην κατάσταση ύπνου και σε μια από τις δύο καταστάσεις αναμονής : ακοής και ενεργή. Στην απουσία κίνησης, ο κόμβος εναλλάσσεται ανάμεσα στις καταστάσεις ύπνου και ακοής. Όταν ο κόμβος μεταδίδει ή λαμβάνει, μεταβαίνει στην ενεργή κατάσταση. Κόμβοι που βρίσκονται στην ενεργή κατάσταση μεταβαίνουν στην κατάσταση ύπνου αν περάσει κάποιο χρονικό διάστημα και δεν έχουν λάβει κίνηση [1].

Επειδή οι κόμβοι μεταβαίνουν στις καταστάσεις αυτές ανεξάρτητα, δεν υπάρχει εγγύηση ότι θα υπάρχει ενεργό μονοπάτι προς κάποιο προορισμό ή ακόμα και αν ο κόμβος προορισμός είναι ξύπνιος όταν μεταδίδεται ένα πακέτο αίτησης (RREQ). Για να είναι βέβαιο ότι ένα πακέτο αίτησης θα φτάσει στον προορισμό του, θα πρέπει να υπάρχει μια προσεκτική σχέση ανάμεσα στις διάφορες χρονικές παραμέτρους του πρωτοκόλλου εξοικονόμησης ενέργειας και του πρωτοκόλλου εύρεσης διαδρομής.

Το θεμελιώδες στοιχείο είναι το χρονικό διάστημα στο οποίο ο κόμβος μένει στην κατάσταση ακοής και θα πρέπει να αντιστοιχηθεί με το χρόνο επαναπροσπάθειας εκπομπής του πακέτου RREQ του πρωτοκόλλου δρομολόγησης. Δηλαδή, θα πρέπει ο χρόνος επανεκπομπής πακέτου RREQ και ο χρόνος παραμονής ενός κόμβου στην



κατάσταση ακοής να είναι ίσοι μεταξύ τους. Έστω ότι ο χρόνος παραμονής ενός κόμβου στην κατάσταση ύπνου ότι είναι  $k$  φορές ο χρόνος επανεκπομπής RREQ/χρόνος παραμονής στην κατάσταση ακοής. Τότε, για να λάβουν όλοι οι γειτονικοί κόμβοι το πακέτο RREQ, θα πρέπει να γίνουν το πολύ  $k+1$  εκπομπές του πακέτου. Όταν ένας κόμβος λάβει το πακέτο RREQ, μεταβαίνει στην ενεργή κατάσταση. Αν ο ελάχιστος χρόνος που περνά ένας κόμβος στην ενεργό κατάσταση είναι μεγαλύτερος από το χρόνο επαναμετάδοσης πακέτου RREQ, οι ενδιαμέσοι κόμβοι θα είναι στην ενεργό κατάσταση μέχρι να ολοκληρωθεί η διαδικασία ανεύρεσης μονοπατιού. Αν  $D$  είναι το μήκος της ζητούμενης διαδρομής, θα χρειαστούν το πολύ  $D(k+1)$  εκπομπές πακέτων RREQ.

Όταν καθοριστεί το μονοπάτι, μόνο οι κόμβοι που προωθούν πακέτα θα παραμείνουν στην ενεργό κατάσταση. Οι υπόλοιποι κόμβοι που δε θα μεταδίδουν κίνηση, μόλις περάσει το χρονικό διάστημα που περνούν στην ενεργό κατάσταση, θα επιστρέψουν στον κύκλο ύπνου-ακοής που χαρακτηρίζεται από χαμηλή κατανάλωση ενέργειας. Το ίδιο θα συμβεί και με τους κόμβους που ανήκουν στο μονοπάτι μόλις ολοκληρωθούν οι μεταφορές δεδομένων.

Αυτή η πιθανοτική προσέγγιση, προϋποθέτει ότι η πλημμύρα του δικτύου με πακέτα RREQ μέσω εκπομπής (broadcast) θα επαναληφθεί πολλές φορές μέχρι να ανακαλυφθεί το μονοπάτι. Αν οι διαδικασίες αναζήτησης και διόρθωσης διαδρομής είναι σπάνιες, δεν υπάρχει σημαντικό πρόβλημα. Αν όμως κάτι τέτοιο δεν ισχύει ή αν το δίκτυο υποστηρίζει υπηρεσίες που βασίζονται στην εκπομπή (broadcast), τότε η επιβάρυνση που εισέρχεται στο δίκτυο είναι πολύ σημαντική. Ακόμη, επειδή αυτή η “λογική εκπομπή” συμβαίνει για μεγάλα χρονικά διαστήματα, υπάρχει κίνδυνος για εμφάνιση προβλημάτων συγχρονισμού για πρωτόκολλα ανώτερου επιπέδου και εφαρμογές.

Ο προσαρμοσμένης ακρίβειας αλγόριθμος συντήρησης ενέργειας (Adaptive Fidelity Energy Conservation Algorithm, AFECA) είναι μια προέκταση του BECA στο οποίο οι κόμβοι προσαρμόζουν το χρονικό διάστημα της κατάστασης ύπνου ανάλογα με την εκτιμώμενη πυκνότητα δικτύου. Όσο περισσότεροι κόμβοι, τόσο μικρότερο χρόνο πρέπει να μείνουν στην ενεργή κατάσταση για να εξασφαλίσουν τη συνδεσιμότητα του δικτύου και να προωθήσουν την κίνηση.

Η επίδοση των πρωτοκόλλων BECA/AFECA έχει μελετηθεί χρησιμοποιώντας ως πρωτόκολλο δρομολόγησης το AODV. Προέκυψε ότι η συνολική οικονομία ενέργειας ήταν περίπου από 35% έως 45% για διάφορες τιμές φορτίου κίνησης και με ελάχιστο χρονικό διάστημα παραμονής στην κατάσταση ύπνου τα 10 δευτερόλεπτα. Παρατηρήθηκε μια σημαντική αύξηση στην καθυστέρηση μετάδοσης. Συγκεκριμένα, ενώ στο απροποποίητο AODV η καθυστέρηση ήταν κάτω από ένα δευτερόλεπτο, στο AFECA ήταν από 6 έως 10 δευτερόλεπτα. Επίσης, στο AFECA εμφανίστηκαν ελαφρώς υψηλότεροι ρυθμοί σφαλμάτων [1].

Το πρωτόκολλο AFECA δεν καταβάλλει καμία προσπάθεια να επαναπροσδιορίσει το ρόλο των κόμβων, κατανέμοντας τις λειτουργίες δρομολόγησης και προώθησης σε διαφορετικούς κάθε φορά κόμβους. Συγκεκριμένα, επειδή οι κόμβοι που προώθησαν κίνηση παραμένουν για κάποιο χρόνο ενεργοί, είναι πολύ πιθανό να συμμετάσχουν εκ νέου σε μια διαδικασία εύρεσης διαδρομής και να οριστούν σαν κόμβοι προώθησης για ένα νέο μονοπάτι. Έτσι, δε θα υπάρχει δίκαιη κατανομή της σπατάλης ενέργειας ανάμεσα στους κόμβους του δικτύου. Από τα πειράματα προκύπτει ότι μπορεί ο χρόνος ημίσεως ζωής του δικτύου να αυξάνει κατά 50%, όμως ο χρόνος μέχρι την πρώτη αποτυχία (τέλος ενέργειας) κόμβου του δικτύου, παραμένει ίδιος.

## **4.5 Πρωτόκολλα εξοικονόμησης ενέργειας επιπέδου MAC**

Τα πρωτόκολλα αυτά χρησιμοποιούν πληροφορίες που προκύπτουν από τη διαδικασία ελέγχου πρόσβασης μέσου για να βρουν τα χρονικά διαστήματα που ο κόμβος δε χρειάζεται να μένει στην ξύπνια κατάσταση. Καθώς μεταδίδεται ένα πακέτο, οι κοντινοί κόμβοι των οποίων οι μεταδόσεις μπορεί να παρεμβάλλουν στη μετάδοση του πακέτου, θα πρέπει να μη μεταδώσουν. Αυτοί οι κόμβοι μπορούν να μεταβούν στην κατάσταση ύπνου με μικρή επίδραση στη ρυθμαπόδοση.

### **4.5.1 PAMAS (Power-aware multiple access protocol with signalling)**

Το πρωτόκολλο PAMAS βασίζεται στην παραπάνω αρχή. Βασίζεται στο μηχανισμό διαλόγου RTS/CTS έχοντας ένα ξεχωριστό κανάλι ελέγχου. Ένας κόμβος που περιμένει να ξεκινήσει μια επικοινωνία ή βρίσκεται στη διαδικασία λήψης προκαλεί

άλλους κόμβους να αναστείλουν τις μεταδόσεις τους δημιουργώντας ένα ειδικό σήμα στο κανάλι ελέγχου (busy tone).

Ένας κόμβος μεταβαίνει στην κατάσταση ύπνου αν ένας γειτονικός κόμβος μεταδίδει και δεν έχει πακέτα να μεταδώσει ή αν έχει πακέτα για μετάδοση αλλά ένας γειτονικός κόμβος λαμβάνει. Ο κόμβος μπορεί να καθορίσει τη διάρκεια της συγκεκριμένης μετάβασης από πληροφορία του καναλιού ελέγχου και να παραμείνει στην κατάσταση ύπνου μέχρι να ολοκληρωθεί η μετάδοση. Πάντως, όταν ο κόμβος ξυπνήσει, δε θα έχει καμία πληροφορία για την κατάσταση του καναλιού. Για παράδειγμα, ένας άλλος γειτονικός κόμβος μπορεί να έχει ξεκινήσει να μεταδίδει, κάτι που σημαίνει ότι ο κόμβος θα πρέπει να επιστρέψει στην κατάσταση ύπνου. Για να καθορίσει τη διάρκεια της τρέχουσας μετάδοσης, ο κόμβος μεταδίδει μια ακολουθία μηνυμάτων μετρητών (probe messages) και περιμένει μια απάντηση στο κανάλι ελέγχου. Αντίστοιχα, αν ο κόμβος θέλει να μεταδώσει αλλά κάποιος άλλος κόμβος λαμβάνει, το πακέτο RTS του κόμβου θα προκαλέσει μια απάντηση μέσω ειδικού σήματος στο κανάλι ελέγχου που θα τον πληροφορεί για τη διάρκεια της τρέχουσας μετάδοσης. Το πρωτόκολλο PAMAS είναι αρκετά συντηρητικό : ένας κόμβος μεταβαίνει στην κατάσταση ύπνου μόνο όταν βεβαιωθεί ότι μπορεί και χωρίς να επηρεάζει τη χωρητικότητα του δικτύου.

Προσομοιώσεις έδειξαν ότι το πρωτόκολλο PAMAS μπορεί να μειώσει από 10% έως 70% την ενέργεια που σπαταλά ένας κόμβος για λήψη, θεωρώντας ένα λόγο 2 προς 1 για την κατανάλωση ισχύος για εκπομπή προς την κατανάλωση ισχύος για λήψη. Το πρωτόκολλο PAMAS είναι πιο αποδοτικό για πυκνά δίκτυα με μεγάλο φορτίο. Δεν έχει καμία επίδραση στην κατανάλωση ενέργειας σε ένα αδρανές δίκτυο.

Πάντως, η τεχνική αυτή είναι λιγότερο αποδοτική για υψηλούς ρυθμούς μετάδοσης. Αν ο χρόνος που χρειάζεται για μετάδοση δεδομένων είναι μικρός, τότε ο χρόνος και η ενέργεια που χρειάζεται για να μεταβεί στην κατάσταση ύπνου και πάλι στην κατάσταση αναμονής, ακυρώνουν τα ενεργειακά οφέλη του αλγορίθμου. Παραδείγματα κόμβων χαμηλής ισχύος και χαμηλών ρυθμών μετάδοσης βρίσκονται συνήθως σε δίκτυα αισθητήρων, όπου οι συνηθέστεροι ρυθμοί μεταδόσεις είναι της τάξης των μερικών Kbps.



## Κεφάλαιο 5

### Το πρόγραμμα προσομοίωσης Opnet Modeler

#### 5.1 Βασικά χαρακτηριστικά

Το OPNET παρέχει ένα ολοκληρωμένο περιβάλλον για το σχεδιασμό δικτύων επικοινωνιών και κατανεμημένων συστημάτων. Τόσο η συμπεριφορά όσο και η επίδοση των σχεδιασμένων σε αυτό μοντέλων μπορούν να αναλυθούν εκτελώντας διακριτές προσομοιώσεις γεγονότων (discrete event simulations). Το περιβάλλον του OPNET ενσωματώνει εργαλεία για όλες τις φάσεις της μελέτης μιας προσομοίωσης, περιλαμβάνοντας σχεδιασμό μοντέλων, προσομοίωση, συλλογή και ανάλυση στοιχείων.

Παρακάτω ακολουθεί μια σύντομη αναφορά σε μερικές από τις πιο σημαντικές δυνατότητες του OPNET.

**Προσανατολισμένο σε αντικείμενα :** Τα προδιαγεγραμμένα συστήματα στο OPNET αποτελούνται από αντικείμενα, καθένα με διαμορφωμένες ομάδες χαρακτηριστικών (attributes). Τα αντικείμενα ανήκουν σε «κλάσεις» που τις προμηθεύουν με τα χαρακτηριστικά τους από την άποψη συμπεριφοράς και δυνατότητας. Νέες κλάσεις μπορεί να προκύψουν από άλλες κλάσεις για να προσφέρουν ειδική υποστήριξη σε συγκεκριμένες εφαρμογές.

**Ειδικευμένο σε δίκτυα επικοινωνιών και συστημάτων πληροφορίας :** Το OPNET παρέχει πολλές κατασκευές σχετιζόμενες με τις τηλεπικοινωνίες και την επεξεργασία πληροφορίας, δίνοντας μεγάλες δυνατότητες σχεδιασμού δικτύων και κατανεμημένων συστημάτων.

**Ιεραρχικά μοντέλα :** Τα μοντέλα του OPNET είναι ιεραρχικά, φυσικά παραλληλίζοντας τη δομή πραγματικών δικτύων επικοινωνιών

**Γραφικός προσδιορισμός :** Όπου είναι δυνατό, τα μοντέλα εισάγονται με γραφικούς εκδότες (editors) που προμηθεύουν απεικόνιση του σχεδιασμένου συστήματος.

**Ευελιξία για την ανάπτυξη αναλυτικών συνηθισμένων μοντέλων :** Το OPNET παρέχει μια ελαστική, υψηλού επιπέδου γλώσσα προγραμματισμού με εκτενή υποστήριξη για συστήματα επικοινωνιών.

**Αυτόματη παραγωγή προσομοιώσεων :** Οι προσδιορισμοί των μοντέλων αυτόματα μεταγλωττίζονται σε εκτελέσιμες, αποτελεσματικές, διακριτών – γεγονότων προσομοιώσεις υλοποιημένες σε γλώσσα προγραμματισμού C. Προηγμένες κατασκευές προσομοιώσεων και τεχνικές σύνθεσης ελαχιστοποιούν τις απαιτήσεις σε μεταγλώττιση.

**Στατιστικά ιδιαίτερων εφαρμογών :** Το OPNET παρέχει πολυάριθμα ενσωματωμένα στατιστικά επίδοσης τα οποία είναι δυνατόν να συλλέγονται αυτόματα κατά τη διάρκεια των προσομοιώσεων. Επιπλέον, οι χρήστες μπορούν να αυξήσουν αυτό το σετ με νέα στατιστικά ιδιαίτερων εφαρμογών που υπολογίζονται με διαδικασίες σχεδιασμένες από αυτούς.

**Ολοκληρωμένα εργαλεία ανάλυσης :** Αξιολόγηση επίδοσης, και ανάλυση απαιτούν μεγάλο όγκο από αποτελέσματα προσομοίωσης να ερμηνευτούν. Το OPNET περιλαμβάνει ένα πολύπλοκο εργαλείο για γραφική παρουσίαση και επεξεργασία της εξόδου προσομοίωσης.

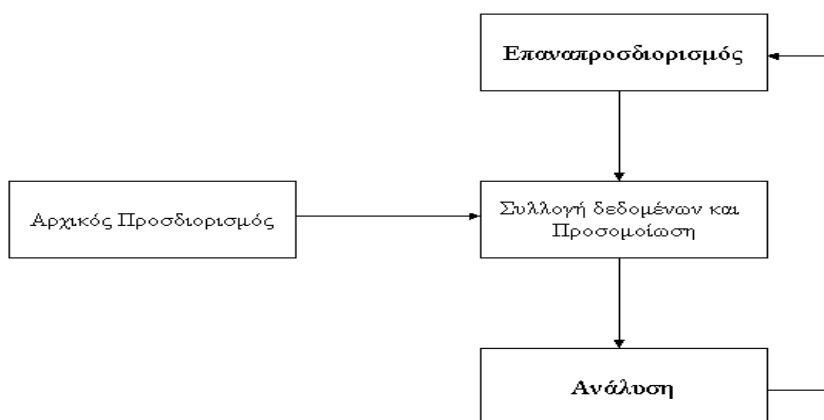
**Αλληλεπιδρούσα ανάλυση :** Όλες οι προσομοιώσεις του OPNET αυτόματα ενσωματώνουν υποστήριξη για ανάλυση μέσω ενός πολύπλοκου αλληλεπιδρώντος διορθωτή λαθών (debugger)

**Animation :** Εκτελέσεις προσομοιώσεων μπορούν να σχεδιασθούν για να παράγουν αυτόματα animations του μοντελοποιούμενου συστήματος σε διάφορα επίπεδα λεπτομέρειας.

## 5.2 Αρχιτεκτονική του OPNET

Το λογισμικό πακέτο αποτελείται από έναν αριθμό εργαλείων, κάθε ένα από τα οποία εστιάζει σε συγκεκριμένες πλευρές της λειτουργίας των μοντέλων. Αυτά τα εργαλεία αντιστοιχούν στις τρεις σημαντικές φάσεις μοντελοποίησης και προσομοίωσης των σχεδίων, δηλαδή του προσδιορισμού (Specification), της συλλογής δεδομένων και προσομοίωσης (Data collection and Simulation) και ανάλυσης (Analysis).

Οι λειτουργίες αυτές υποχρεωτικά εφαρμόζονται με τη παραπάνω σειρά. Σχηματίζουν έναν κύκλο, επιστρέφοντας σε προσδιορισμό έπειτα από την ανάλυση. Ο προσδιορισμός στην πραγματικότητα διαιρείται σε δύο μέρη : στον αρχικό προσδιορισμό και τον επαναπροσδιορισμό, με μόνο τον τελευταίο να ανήκει στον κύκλο, όπως φαίνεται στο Σχ.5.1.



**Σχήμα 5.1:** Διάγραμμα φάσεων μοντελοποίησης στο OPNET

### 5.2.1 Προσδιορισμός των μοντέλων – Συντάκτες προσδιορισμού (definition editors)

Ο προσδιορισμός των μοντέλων είναι η στοιχειώδης εργασία της κατασκευής μιας παρουσίασης του συστήματος που πρόκειται να μελετηθεί. Το OPNET υποστηρίζει την επαναχρησιμοποίηση των μοντέλων, ώστε τα μοντέλα που έχουν σχεδιασθεί προηγουμένως να μπορούν να αποθηκευτούν σε κατάλληλους καταλόγους μοντέλων. Τα βασικά μοντέλα ωστόσο, παρέχονται από το περιβάλλον του OPNET.

Το OPNET υποστηρίζει τον προσδιορισμό μοντέλων με έναν αριθμό εργαλείων ή συντακτών που συλλαμβάνουν τα χαρακτηριστικά της συμπεριφοράς ενός μοντελοποιημένου συστήματος. Επειδή είναι βασισμένο σε μια συνοδεία συντακτών που απευθύνονται σε διάφορες όψεις ενός συστήματος, το OPNET είναι ικανό να προσφέρει συγκεκριμένες δυνατότητες πάνω σε θέματα που παρουσιάζονται στα δίκτυα και στα κατανομημένα συστήματα. Οι συντάκτες αυτοί διαιρούν την απαιτούμενη πληροφορία μοντελοποίησης με έναν τρόπο που ανταποκρίνεται σε πραγματικά συστήματα. Έτσι, οι συντάκτες Σχεδίου (Project), Κόμβου (Node), Διεργασίας (Process), Μοντέλου ζεύξης (Link Model), Μορφής Πακέτου (Packet Format), Πληροφοριών Ελέγχου Διασύνδεσης (Interface Control Information), Μοντέλου Κεραίας (Antenna Pattern), Καμπύλης Διαμόρφωσης (Modulation Curve), και Μορφής πυκνότητας πιθανότητας (Probability Density Format), είναι οργανωμένοι με έναν ιεραρχικό τρόπο. Ο προσδιορισμός ενός μοντέλου

πραγματοποιημένος στο συντάκτη Σχεδίου βασίζεται σε στοιχεία που προσδιορίζονται στο συντάκτη Κόμβου και αυτός με τη σειρά του χρησιμοποιεί μοντέλα που είναι προσδιορισμένα στο συντάκτη Διεργασίας. Οι υπόλοιποι συντάκτες χρησιμοποιούνται για τον καθορισμό διαφόρων μοντέλων δεδομένων. Η οργάνωση αυτή παρουσιάζεται παρακάτω:

**Συντάκτης Σχεδίου** : Αναπτύσσει μοντέλα δικτύων. Τα μοντέλα δικτύων κατασκευάζονται από υποδίκτυα (subnets) και αυτά με τη σειρά τους από μοντέλα κόμβων. Ο συντάκτης αυτός περιλαμβάνει επίσης βασικές δυνατότητες προσομοίωσης και ανάλυσης.

**Συντάκτης Κόμβου** : Αναπτύσσει μοντέλα κόμβων. Τα μοντέλα αυτά είναι αντικείμενα σε ένα μοντέλο δικτύου. Μοντέλα κόμβων κατασκευάζονται από στοιχεία με μοντέλα διεργασιών.

**Συντάκτης Διεργασίας** : Αναπτύσσει μοντέλα διεργασιών. Τα μοντέλα διεργασιών ελέγχουν τη συμπεριφορά των στοιχείων και μπορούν να περιέχουν πολλές επιθυμητές παραμέτρους.

**Συντάκτης Μοντέλου Ζεύξης** : Δημιουργεί, επεξεργάζεται (edits), και προβάλλει μοντέλα συνδέσεων.

**Συντάκτης Μορφής Πακέτου** : Αναπτύσσει μοντέλα διαφόρων μορφών πακέτου. Η μορφή του πακέτου υπαγορεύει τη δομή και διατάσσει την αποθηκευμένη πληροφορία σε αυτό.

**Συντάκτης Πληροφοριών Ελέγχου Διασύνδεσης** : Δημιουργεί, επεξεργάζεται και προβάλλει μορφές των πληροφοριών ελέγχου διασύνδεσης. Οι πληροφορίες αυτές χρησιμοποιούνται για την επικοινωνία πληροφοριών ελέγχου μεταξύ διεργασιών.

**Συντάκτης Μοντέλου Κεραίας** : Δημιουργεί, επεξεργάζεται και προβάλλει μοντέλα κεραιών για τους πομπούς και τους δέκτες.

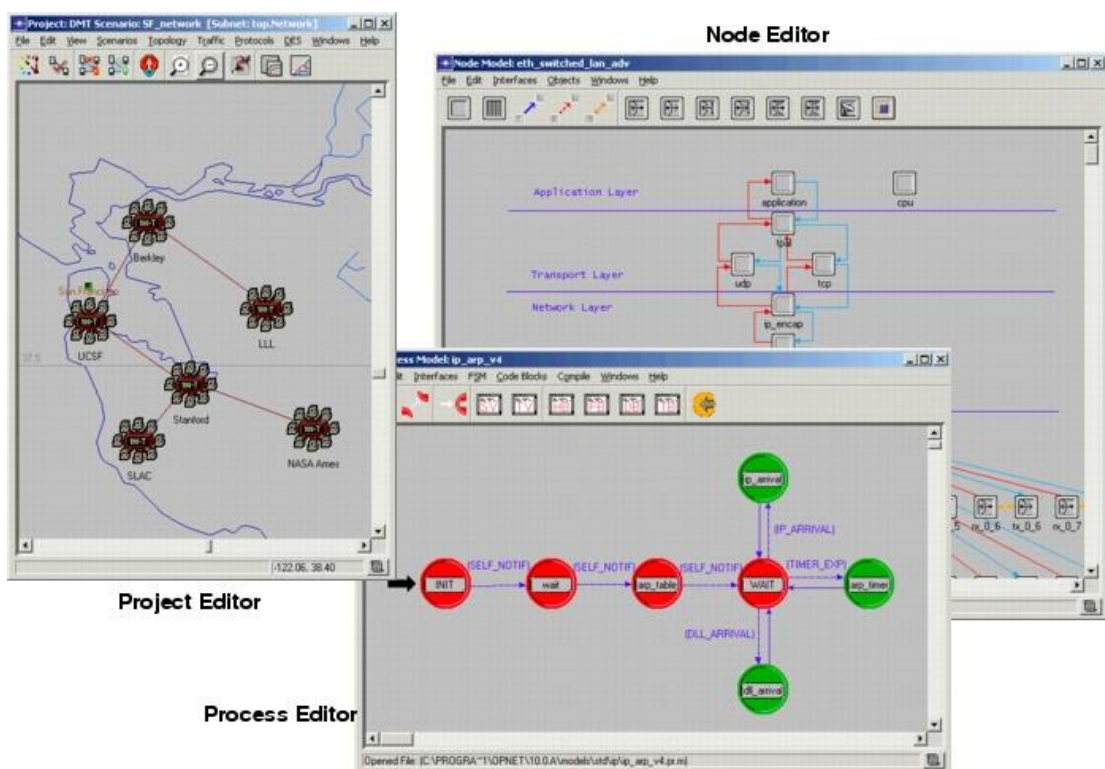
**Συντάκτης Καμπύλης Διαμόρφωσης** : Δημιουργεί, επεξεργάζεται και προβάλλει καμπύλες διαμόρφωσης για τους πομπούς.

**Συντάκτης Μορφής Πυκνότητας Πιθανότητας** : Δημιουργεί, επεξεργάζεται και προβάλλει συναρτήσεις πυκνότητας πιθανότητας που μπορούν να χρησιμοποιηθούν για τον έλεγχο κάποιων συγκεκριμένων γεγονότων, όπως π.χ. η συχνότητα γέννησης πακέτων μιας πηγής.

Το OPNET κάνει χρήση γραφικού προσδιορισμού των μοντέλων όπου χρειάζεται. Έτσι, ο προσδιορισμός των μοντέλων παρουσιάζεται γραφικά στους συντάκτες στους οποίους ο χρήστης χειρίζεται. Κάθε συντάκτης έχει τα δικό του σετ αντικειμένων και



λειτουργιών που είναι κατάλληλο για το σκοπό στον οποίο επικεντρώνεται. Για παράδειγμα, ο συντάκτης Σχεδίου χρησιμοποιεί αντικείμενα κόμβων και συνδέσεων, ο συντάκτης Κόμβου περιέχει επεξεργαστές, ουρές, πομπούς και δέκτες, ενώ ο συντάκτης Διεργασιών βασίζεται σε καταστάσεις (states) και μεταβάσεις (transitions). Σαν αποτέλεσμα, τα διαγράμματα που δημιουργούνται σε κάθε συντάκτη έχουν μια ξεχωριστή εμφάνιση, όπως φαίνεται στα παρακάτω σχήματα :



Σχήμα 5.2 : Γραφικοί Συντάκτες (editors) για μοντέλα δικτύου, κόμβου και διεργασιών

## 5.2.2 Πεδία Μοντελοποίησης

Τα περιβάλλοντα μοντελοποίησης Δικτύου, Κόμβου και Διεργασίας αναφέρονται πολλές φορές και ως πεδία μοντελοποίησης του OPNET, αφού βασικά καλύπτουν όλα τα ιεραρχικά επίπεδα ενός μοντέλου. Οι υπόλοιποι συντάκτες του προγράμματος ανταποκρίνονται σε όχι ιδιαίτερα πεδία μοντελοποίησης, αφού κυρίως υποστηρίζουν

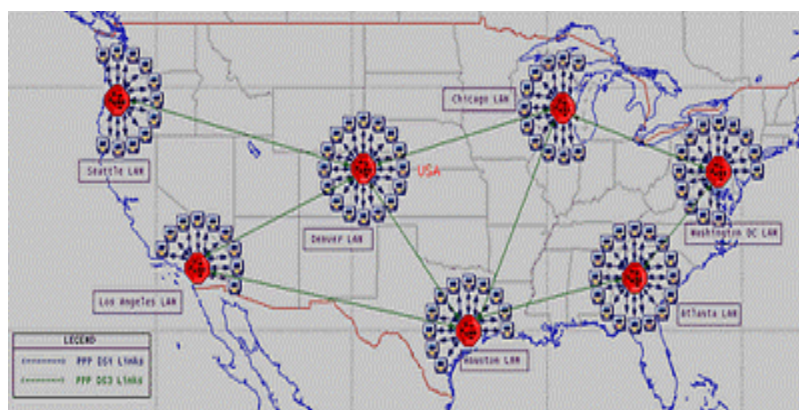
τους τρεις βασικούς συντάκτες. Όπως αναφέρθηκε και προηγουμένως, οι δυνατότητες που προσφέρονται από τους τρεις βασικούς συντάκτες αντικατοπτρίζουν τους τύπους των στοιχείων που περιέχονται σε πραγματικά συστήματα δικτύων. Τα θέματα που απευθύνονται σε κάθε πεδίο συνοψίζονται στον παρακάτω πίνακα και περιγράφονται εν συντομία στη συνέχεια.

<b>Πεδία μοντελοποίησης του OPNET</b>		
<b>Πεδίο</b>	<b>Συντάκτης</b>	<b>Σκοπός</b>
Δικτύου	Σχεδίου	Τοπολογία δικτύου περιγραφόμενη από την άποψη υποδικτύων, κόμβων, συνδέσεων, γεωγραφικού πλαισίου
Κόμβου	Κόμβου	Εσωτερική αρχιτεκτονική κόμβου περιγραφόμενη από την άποψη των στοιχείων του λειτουργίας και ροή δεδομένων μεταξύ τους
Διεργασίας	Διεργασίας	Συμπεριφορά των διεργασιών(πρωτοκόλλων, αλγορίθμων, εφαρμογών), προσδιοριζόμενα χρησιμοποιώντας πεπερασμένες μηχανές κατάστασης και εκτενή γλώσσα υψηλού επιπέδου

**Πίνακας 5.1 :** Πεδία μοντελοποίησης του OPNET

### 5.2.2.1 Πεδίο Δικτύου

Ο ρόλος του είναι ο καθορισμός της τοπολογίας ενός δικτύου επικοινωνιών. Οι οντότητες επικοινωνίας καλούνται κόμβοι και οι συγκεκριμένες δυνατότητες του κάθε κόμβου καθορίζονται από το σχεδιασμό των μοντέλων τους. Τα μοντέλα αυτά κατασκευάζονται με τη βοήθεια του Συντάκτη Κόμβου, που θα αναλυθεί παρακάτω. Μέσα σε ένα και μόνο μοντέλο δικτύου μπορεί να υπάρχουν πολλοί κόμβοι που βασίζονται στο ίδιο μοντέλο κόμβου και ο όρος «στιγμιότυπο κόμβου» (node instance) χρησιμοποιείται για την αναφορά ενός ξεχωριστού κόμβου. Ωστόσο, γενικά, όταν ο όρος κόμβος χρησιμοποιείται μόνος του, στο πλαίσιο εφαρμογής του πεδίου δικτύου, μπορεί να θεωρηθεί ότι αναφέρεται σε ένα στιγμιότυπο κόμβου, παρά στο μοντέλο του κόμβου.



Σχήμα 5.3 : Μοντέλο δικτύου

Το μοντέλο ενός δικτύου μπορεί να κάνει χρήση οποιουδήποτε αριθμού από μοντέλα κόμβων. Το OPNET δε θέτει περιορισμούς στους τύπους των μοντέλων που μπορούν να αναπτυχθούν σε ένα δίκτυο επικοινωνιών, ενώ υιοθετεί μια ανοικτή προσέγγιση σύμφωνα με την οποία οι σχεδιαστές μπορούν να αναπτύξουν τη δική τους βιβλιοθήκη από μοντέλα κόμβων που θα χρησιμοποιηθούν σαν δομικές μονάδες για μοντέλα δικτύων. Επιπρόσθετα, δεν υπάρχει περιορισμός στον αριθμό των κόμβων που ένα δίκτυο μπορεί να περιέχει.

Ο συντάκτης Σχεδίου μπορεί να εφοδιάσει γεωγραφικό πλαίσιο για την ανάπτυξη των μοντέλων δικτύου. Μπορούν να επιλεγούν περιοχές στον κόσμο ή χάρτες χωρών για τα στοιχεία δικτύων ευρείας περιοχής (wide area networks) και μπορούν να χρησιμοποιηθούν περιοχές με καθορισμένες διαστάσεις για τοπικά δίκτυα (local area networks). Παράλληλα, για να είναι δυνατός ο αυτόματος υπολογισμός

καθυστερήσεων επικοινωνίας μεταξύ των κόμβων, το πρόγραμμα περιλαμβάνει μια εσωτερική αντίληψη της απόστασης.

Το βασικό αντικείμενο που χρησιμοποιείται για την υλοποίηση μοντέλων δικτύου είναι ο σταθερός κόμβος επικοινωνίας (fixed communication node). Οι κόμβοι αυτοί ανατίθενται σε αυθαίρετες θέσεις, αλλά κατά τη διάρκεια της προσομοίωσης οι θέσεις αυτές δεν μπορούν να μεταβληθούν. Το OPNET Modeler/Radio επιτρέπει στα δίκτυα να περιέχουν σταθερούς κόμβους, αλλά επίσης προσθέτει τη δυνατότητα για κινητούς (mobile) και δορυφορικούς (satellite) κόμβους. Στους κινητούς κόμβους μπορούν να ανατεθούν προκαθορισμένες τροχιές οι οποίες προσδιορίζουν τις θέσεις τους συναρτήσει του χρόνου κατά τη διάρκεια της εκτέλεσης της προσομοίωσης, ενώ στους δορυφορικούς κόμβους μπορούν να ανατεθούν τροχιές οι οποίες ορίζουν την κίνηση τους.

Οι περισσότεροι κόμβοι απαιτούν την ικανότητα να επικοινωνούν με μερικούς ή με όλους τους άλλους κόμβους για να εκτελέσουν τη λειτουργία τους σε ένα μοντέλο δικτύου. Πολλοί διαφορετικοί τύποι συνδέσεων επικοινωνίας παρέχονται για την μεταξύ τους σύνδεση. Υπάρχουν συνδέσεις μονόδρομης (simplex) και αμφίδρομης (duplex) επικοινωνίας σημείου – προς – σημείου για τη σύνδεση κόμβων σε ζευγάρια και ένας δίαυλος δεδομένων (bus link) για να είναι εφικτή η εκπομπή δεδομένων σε μεγάλα σετ από σταθερούς κόμβους. Το OPNET Modeler/Radio προσθέτει την ικανότητα σε κινητούς και δορυφορικούς κόμβους να επικοινωνούν μεταξύ τους μέσω ραδιοσυνδέσεων (radio links). Ενώ ο δίαυλος και οι σημείο – προς – σημείο συνδέσεις μοντελοποιούνται ως σαφή αντικείμενα που πρέπει να δημιουργηθούν, οι ραδιοσυνδέσεις εκτιμούνται δυναμικά βασισμένες σε χαρακτηριστικά των κόμβων επικοινωνίας. Κάθε τύπος ζεύξεως μπορεί να κατασκευαστεί κατάλληλα με τις παραμέτρους που επιθυμούμε ή εφοδιάζοντας νέα λογική στα μοντέλα αυτά.

Για το διαχωρισμό της πολυπλοκότητας και για την απλοποίηση των πρωτοκόλλων και της διευθυνσιοδότησης των δικτύων, πολλά μεγάλα δίκτυα κάνουν χρήση μιας αφαίρεσης γνωστής ως υποδίκτυο (subnetwork). Το υποδίκτυο είναι ένα υποσύνολο συσκευών ενός μεγαλύτερου δικτύου. Το OPNET παρέχει σταθερά, κινητά και δορυφορικά υποδίκτυα για τη βελτίωση των μοντέλων δικτύου που μπορούν να συνδεθούν με διάφορους τύπους ζεύξεων επικοινωνίας, εξαρτώμενους από τον τύπο του υποδικτύου. Το μεγαλύτερο δίκτυο μπορεί να θεωρηθεί ως σύνθεση των υποδικτύων τους. Η αφαίρεση αυτή μπορεί να πραγματοποιηθεί σε πολλά επίπεδα. Με άλλα λόγια, μπορεί κάποιος να σχηματίσει δίκτυα από υποδίκτυα, που με τη

σειρά τους σχηματίζονται από άλλα υποδίκτυα, και ούτω καθεξής. Στο τέλος αυτής της ιεραρχίας, το υποδίκτυο στο χαμηλότερο επίπεδο αποτελείται μόνο από κόμβους και συνδέσεις, αλλά όχι από άλλα υποδίκτυα.

### 5.2.2.2 Πεδίο Κόμβου

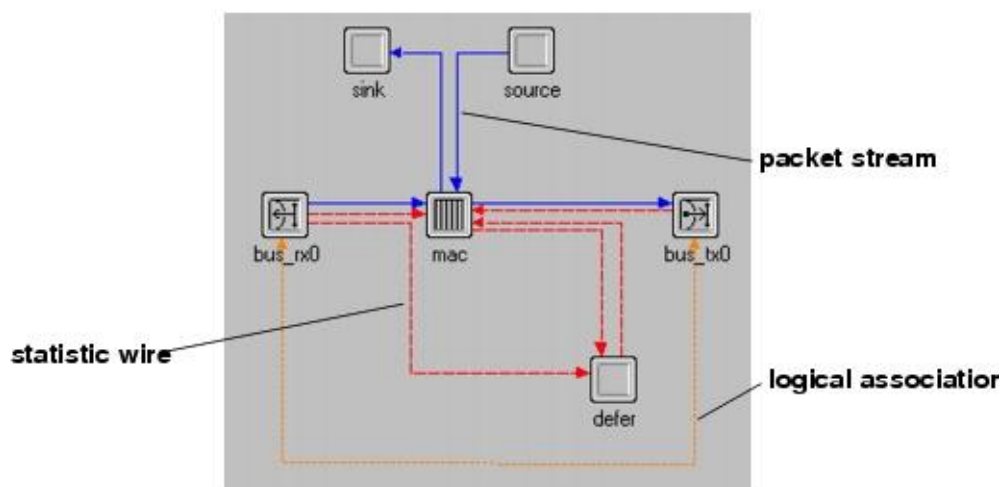
Το πεδίο κόμβου παρέχει εργαλεία για το σχεδιασμό συσκευών επικοινωνίας που μπορούν να αναπτυχθούν και να διασυνδεθούν στο επίπεδο δικτύου. Σε όρους του OPNET, οι συσκευές αυτές ονομάζονται κόμβοι και στον πραγματικό κόσμο μπορούν να ανταποκρίνονται σε διάφορους τύπους εξοπλισμού υπολογισμού και επικοινωνίας όπως δρομολογητές, γέφυρες, σταθμοί εργασίας, τερματικά, μεταγωγείς, εξυπηρετητές κ.α.

Τα μοντέλα κόμβου κατασκευάζονται στον συντάκτη Κόμβου και αποτελούνται από διάφορα δομικά στοιχεία (modules). Μερικά τέτοια στοιχεία προσφέρουν δυνατότητες που είναι προκαθορισμένες και μπορούν μόνο να συντεθούν μέσω ενός σετ από ενσωματωμένες παραμέτρους. Αυτά περιλαμβάνουν απλές γεννήτριες μηνυμάτων και διάφορους πομπούς και δέκτες που επιτρέπουν σε έναν κόμβο να συμμετέχει σε ζεύξεις επικοινωνίας στο πεδίο Δικτύου. Άλλα στοιχεία, που ονομάζονται επεξεργαστές (processors) και ουρές (queues), είναι προγραμματιζόμενα και η συμπεριφορά τους ορίζεται από ένα μοντέλο διεργασίας που τους αντιστοιχεί. Τα μοντέλα διεργασίας συντίθενται χρησιμοποιώντας τον συντάκτη Διεργασίας.

Ένα μοντέλο κόμβου μπορεί να αποτελείται από οποιοδήποτε αριθμό στοιχείων διαφόρων τύπων. Τρεις τύποι συνδέσεων διασφαλίζονται για την αλληλεπίδραση μεταξύ των στοιχείων. Αυτές ονομάζονται ρεύματα πακέτου (packet stream), στατιστικά καλώδια (statistic wires) και λογικές συσχετίσεις (logical associations). Το ρεύμα πακέτου επιτρέπει μορφοποιημένα μηνύματα που ονομάζονται πακέτα να μεταβιβάζονται από το ένα στοιχείο στο άλλο. Το στατιστικό καλώδιο μεταβιβάζει απλά αριθμητικά σήματα ή πληροφορίες ελέγχου μεταξύ στοιχείων και χρησιμοποιούνται όταν ένα στοιχείο επιθυμεί να ελέγξει τις επιδόσεις ή την κατάσταση ενός άλλου. Η λογική συσχέτιση προσδιορίζει μια σύνδεση μεταξύ στοιχείων. Επιτρέπονται μόνο μεταξύ πομπών και δεκτών για να δηλώσει ότι πρέπει να χρησιμοποιηθούν ως ζεύγος όταν προσδένεται ο κόμβος σε μια ζεύξη στο πεδίο

Δικτύου. Στο διάγραμμα της επόμενης σελίδας φαίνεται ένα τυπικό μοντέλο κόμβου που περιλαμβάνει και τους τρεις τύπους συνδέσεων.

Το παράδειγμα μοντελοποίησης που επιλέχθηκε για το πεδίο Κόμβου σχεδιάστηκε για την υποστήριξη γενικού σχεδιασμού υψηλού επιπέδου συσκευών επικοινωνίας. Είναι καλύτερη η σχεδίαση πρωτοκόλλων επικοινωνίας με διευθέτηση στοίβας (stack) ή με διευθέτηση διαστρωμάτωσης (layered). Στον συντάκτη Κόμβου, μια συσκευή η οποία βασίζεται σε μια συγκεκριμένη στοίβα πρωτοκόλλων μπορεί να μοντελοποιηθεί δημιουργώντας ένα αντικείμενο επεξεργαστή για κάθε στρώμα της στοίβας αυτής και καθορίζοντας ρεύματα πακέτων μεταξύ γειτονικών στρωμάτων.



**Σχήμα 5.4 :** Μοντέλο κόμβου που χρησιμοποιεί Ρεύματα πακέτου, Στατιστικά καλώδια και λογικές Συσχετίσεις

### 5.2.2.3 Πεδίο Διεργασίας

Όπως αναφέρθηκε προηγουμένως για το πεδίο Κόμβου, οι επεξεργαστές και οι ουρές είναι προγραμματιζόμενα από το χρήστη στοιχεία – κλειδιά των κόμβων επικοινωνίας. Οι στοιχειώδεις εργασίες που αυτά τα στοιχεία εκτελούν ονομάζονται διεργασίες. Μια διεργασία μπορεί με πολλούς τρόπους να θεωρηθεί όμοια με ένα πρόγραμμα λογισμικού που βρίσκεται υπό εκτέλεση, αφού περιλαμβάνει ένα ρεπερτόριο εντολών και διατηρεί μνήμη κατάστασης. Οι διεργασίες στο OPNET βασίζονται σε μοντέλα διεργασιών που καθορίζονται στο συντάκτη Διεργασίας. Η σχέση μεταξύ του μοντέλου διεργασίας και της διεργασίας είναι όμοια με τη σχέση μεταξύ ενός προγράμματος και μιας συγκεκριμένης συνόδου του προγράμματος αυτού που εκτελείται ως μια στοιχειώδης λειτουργία. Όπως οι κόμβοι,

δημιουργημένοι στο συντάκτη Σχεδίου, είναι στιγμιότυπα των μοντέλων τους που προσδιορίζονται στο συντάκτη Κόμβου, έτσι και οι διεργασίες που εκτελούνται σε μια ουρά ή σε έναν εξυπηρετητή είναι στιγμιότυπα συγκεκριμένων μοντέλων διεργασίας.

Η σύνθεση διεργασιών στο OPNET υποστηρίζει την έννοια των γκρουπ διεργασιών. Ένα γκρουπ διεργασιών αποτελείται από πολλαπλές διεργασίες που εκτελούνται στον ίδιο εξυπηρετητή ή ουρά. Όταν μια προσομοίωση ξεκινά, κάθε στοιχείο έχει μόνο μια διεργασία, που αποτελεί την διεργασία – ρίζα (root process). Αυτή η διεργασία μπορεί έπειτα να δημιουργήσει νέες διεργασίες που με τη σειρά τους μπορούν να δημιουργήσουν άλλες και ούτω καθεξής. Όταν μια διεργασία δημιουργεί μια άλλη, αναφέρεται ότι είναι ο «πατέρας» της νέας διεργασίας, ενώ η νέα διεργασία ονομάζεται το παιδί της διεργασίας που τη δημιούργησε. Διεργασίες που δημιουργούνται κατά τη διάρκεια της προσομοίωσης αναφέρονται σαν δυναμικές διεργασίες.

Το OPNET δε θέτει περιορισμούς στον αριθμό των διεργασιών που μπορούν να δημιουργηθούν σε ένα συγκεκριμένο εξυπηρετητή ή ουρά. Διεργασίες μπορούν να δημιουργούνται και να καταστρέφονται σύμφωνα με δυναμικές συνθήκες που αναλύονται από τη λογική των διεργασιών υπό εκτέλεση. Έτσι, ένα πολύ φυσικό πλαίσιο εργασίας παρέχεται στο χρήστη για το σχεδιασμό πολλών συνηθισμένων συστημάτων.

Μόνο μια διεργασία μπορεί να εκτελείται κάθε στιγμή. Μια διεργασία θεωρείται ότι βρίσκεται υπό εκτέλεση όταν προοδεύει σε νέες εντολές που είναι μέρος του μοντέλου της. Όταν η διεργασία αρχίζει την εκτέλεση της λέγεται ότι κλήθηκε (invoked). Μια διεργασία που βρίσκεται υπό εκτέλεση μπορεί να καλέσει μια άλλη διεργασία που ανήκει στο γκρουπ της και να προκαλέσει την εκτέλεση της. Όταν αυτό συμβεί, η διεργασία που κάλεσε την άλλη αναστέλλεται μέχρις ότου η διεργασία που κλήθηκε από αυτή «μπλοκαριστεί». Μια διεργασία μπλοκάρεται, υποδεικνύοντας ότι έχει ολοκληρώσει τις λειτουργίες της για την τρέχουσα κλήση. Όταν η διεργασία που κλήθηκε μπλοκαριστεί, η διεργασία που την κάλεσε συνεχίζει την εκτέλεση από το σημείο που είχε μείνει, με έναν τρόπο όμοιο με τη διαδικασία κλήσης σε μια γλώσσα προγραμματισμού όπως η C.

Οι διεργασίες στο OPNET είναι σχεδιασμένες για να ανταποκρίνονται σε διακοπές και / ή κλήσεις. Οι διακοπές (interrupts) είναι γεγονότα που κατευθύνονται προς μια διεργασία και μπορεί να απαιτούν από αυτή να αναλάβει κάποια δράση. Μπορεί να

δημιουργούνται από την ίδια τη διεργασία για τον εαυτό της ή από διεργασία – γονέα της διεργασίας. Οι διακοπές αναφέρονται σε γεγονότα όπως άφιξη μηνυμάτων, μηδενισμός μετρητών, απελευθέρωση πόρων ή αλλαγή καταστάσεων σε άλλα στοιχεία. Αν μια διεργασία κληθεί εξαιτίας μιας διακοπής, μπορεί να καλέσει άλλες διεργασίες στο γκρουπ και αυτές με τη σειρά τους μπορεί να καλέσουν άλλες διεργασίες κ.τ.λ., ενώ η επεξεργασία μιας διακοπής ολοκληρώνεται όταν η πρώτη διεργασία που της οποίας την κλήση προκάλεσε, μπλοκαριστεί.

Ο συντάκτης Διεργασίας του OPNET εκφράζει μοντέλα διεργασιών σε μια γλώσσα που ονομάζεται Proto – C, η οποία σχεδιάστηκε ειδικά για να παρέχει υποστήριξη στο σχεδιασμό πρωτοκόλλων και αλγορίθμων. Η Proto-C βασίζεται σε ένα συνδυασμό από διαγράμματα μεταβάσεων κατάστασης (state transition diagrams – STDs), από μια βιβλιοθήκη εντολών υψηλού επιπέδου, γνωστές ως διαδικασίες πυρήνα (Kernel Procedures) και τις γενικές διευκολύνσεις της C ή C++. Οι STDs ενός μοντέλου διεργασίας καθορίζουν ένα σετ από βασικές καταστάσεις στις οποίες η διεργασία μπορεί να εισχωρήσει και, για κάθε κατάσταση, τις συνθήκες που θα προκαλέσουν μια διεργασία να μετακινηθεί σε μια άλλη κατάσταση. Η συνθήκη που απαιτείται για μια συγκεκριμένη αλλαγή κατάστασης να συμβεί και η σχετική κατάσταση προορισμού, καλούνται μετάβαση. Το παρακάτω διάγραμμα, παρμένο από το συντάκτη Διεργασίας, δείχνει τη σχέση μεταξύ καταστάσεων και μεταβάσεων σε STDs ενός μοντέλου διεργασίας.

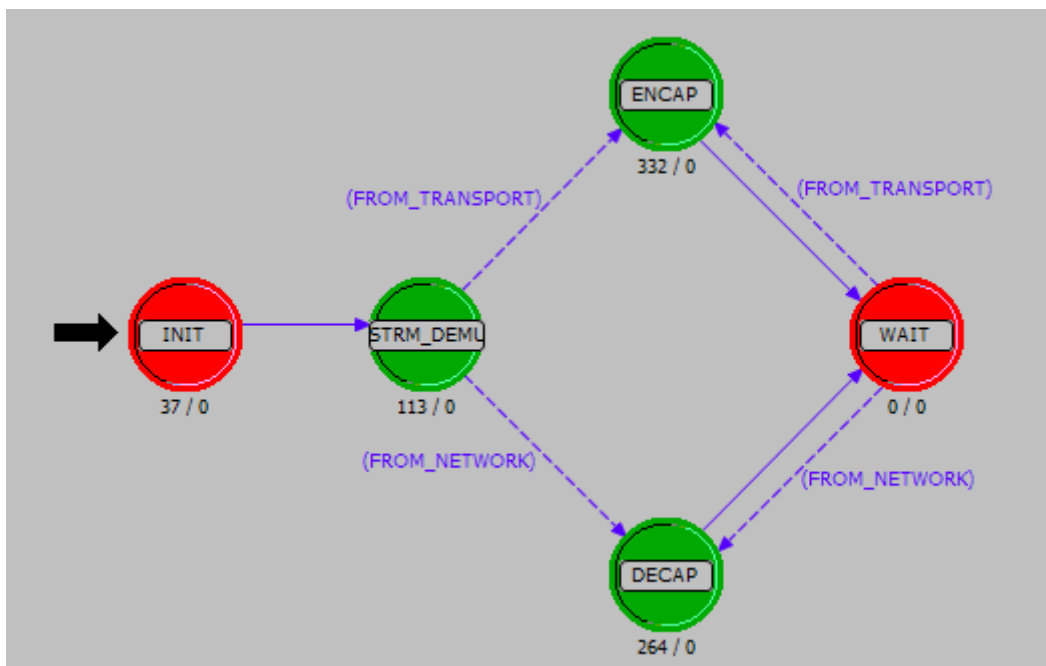
Τα Proto – C μοντέλα επιτρέπουν τον προσδιορισμό ενεργειών σε διάφορα σημεία της πεπερασμένης μηχανής καταστάσεων. Οι ενέργειες μπορεί να είναι γενικές στη φύση τους αφού εκφράζονται ως C ή C++ δηλώσεις. Επιπρόσθετα, επειδή η Proto – C εστιάζεται στη μοντελοποίηση πρωτοκόλλων και αλγορίθμων, προμηθεύει μια εκτενή βιβλιοθήκη με παραπάνω από 300 Kernel Procedures που μπορούν να κληθούν για την εκτέλεση συνήθων εφαρμογών. Οι διαδικασίες αυτές είναι ομαδοποιημένες ανάλογα με τις λειτουργίες που εκτελούν.

Επιπρόσθετα, η Proto – C ορίζει δύο τύπους καταστάσεων, τις εξαναγκασμένες (forced) και τις μη – εξαναγκασμένες (unforced), που διαφέρουν στο χρονισμό εκτέλεσης τους. Στα διαγράμματα, οι εξαναγκασμένες καταστάσεις παριστάνονται γραφικά ως πράσινοι κύκλοι και οι μη – εξαναγκασμένες σχεδιάζονται ως κόκκινοι κύκλοι. Οι ενέργειες σε μια κατάσταση καλούνται εκτελέσεις (executives) και χωρίζονται σε δύο κατηγορίες : στις εκτελέσεις εισόδου (enter executives) και στις εκτελέσεις εξόδου (exit executives). Όπως υποδεικνύουν τα ονόματα, οι εκτελέσεις



εισόδου μιας κατάστασης εκτελούνται όταν μια διεργασία εισχωρεί στην κατάσταση και οι εκτελέσεις εξόδου εκτελούνται όταν η διεργασία την εγκαταλείπει για να ακολουθήσει μια από τις μεταβάσεις αναχώρησης.

Οι μη – εξαναγκασμένες καταστάσεις επιτρέπουν μια παύση μεταξύ των εκτελέσεων εισόδου και αυτών της εξόδου και έτσι μπορούν να μοντελοποιήσουν πραγματικές καταστάσεις ενός συστήματος. Όταν μια διεργασία ολοκληρώσει τις εκτελέσεις εισόδου μιας μη – εξαναγκασμένης κατάστασης, μπλοκάρεται και επιστρέφει τον έλεγχο στο προηγούμενο πλαίσιο εφαρμογής που την κάλεσε. Αντίθετα, οι εξαναγκασμένες καταστάσεις δεν επιτρέπουν στη διεργασία να περιμένει. Έτσι δε χρησιμοποιούνται για την αναπαράσταση τρόπων λειτουργίας ενός συστήματος το οποίο επιμένει για οποιαδήποτε διάρκεια. Με άλλα λόγια, οι εκτελέσεις εξόδου εκτελούνται από μια διεργασία αμέσως μετά την ολοκλήρωση των εκτελέσεων εισόδου. Συνήθως, χρησιμοποιούνται για το γραφικό διαχωρισμό λειτουργιών ή για τις αποφάσεις της ροής ελέγχου που είναι κοινές σε πολλές μη – εξαναγκασμένες καταστάσεις.



**Σχήμα 5.5 :** Διάγραμμα μετάβασης καταστάσεων στο συντάκτη Διεργασίας



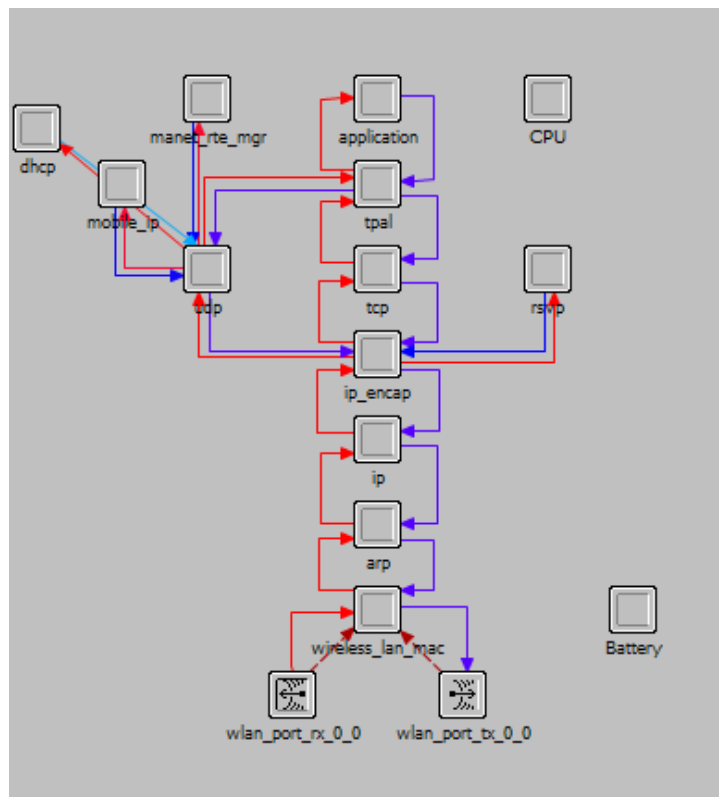
## Κεφάλαιο 6

### Προσομοιώσεις και Αποτελέσματα

#### 6.1 Υλοποίηση στοιχείου Μπαταρίας

Το μοντέλο κατανάλωσης κατά την προσομοίωση βασίστηκε στην εργασία [25], σύμφωνα με την οποία η ενέργεια που καταναλώνεται κατά τη μετάδοση ενός πακέτου είναι  $E_{tx} = P_{tx} \times t_{tx}$  όπου  $P_{tx} = V \times I_{tx}$  είναι η ισχύς κατά τη μετάδοση και  $t_{tx}$  ο χρόνος για τη μετάδοση ενός πακέτου, δηλαδή  $t_{tx} = \frac{PacketSize}{BitRate}$ . Αντίστοιχα για τη λήψη ενός πακέτου θεωρούμε ότι  $E_{rx} = P_{rx} \times t_{rx}$ , όπου  $P_{rx} = V \times I_{rx}$  είναι η ισχύς κατά τη λήψη και  $t_{rx}$  ο χρόνος για τη λήψη ενός πακέτου, δηλαδή  $t_{rx} = \frac{PacketSize}{BitRate}$ .

Το στοιχείο μπαταρίας Battery ενσωματώθηκε στο μοντέλο κόμβου *wlan\_wkstn\_adv* που υπάρχει στη βιβλιοθήκη MANET του OPNET 14.5 (Σχήμα 6.1).



Σχήμα 6.1: Το τροποποιημένο μοντέλο κόμβου *wlan\_wkstn\_adv*

Το στοιχείο της μπαταρίας υλοποιήθηκε με βάση το αντίστοιχο στοιχείο που υπάρχει ενσωματωμένο για το πρότυπο IEEE 802.15.4 και αναλύεται στην αναφορά [47].

Όσον αφορά τη διεπαφή με το χρήστη, ο κόμβος έχει τις ακόλουθες ιδιότητες κάτω από την ετικέτα *Battery*:

**Power Supply:** Η τάση τροφοδοσίας της κάρτας διεπαφής δικτύου (Volt)

**Initial Energy:** Η αρχική ενέργεια του κόμβου (Joule)

**Current Rx:** Η ένταση του ρεύματος λήψης (mA)

**Current Tx:** Η ένταση του ρεύματος μετάδοσης (mA)

**Current Idle:** Η ένταση του ρεύματος αδράνειας (mA)

**Idle Mode:** (Απ)ενεργοποίηση αδρανούς κατάστασης (On/Off)

**Idle Interval:** Χρονικό διάστημα μεταξύ ανανεώσεων της ενέργειας που καταναλώνεται σε κατάσταση αδράνειας (sec)

**Battery Log:** (Απ)ενεργοποίηση αρχείου μπαταρίας (On/Off). Το αρχείο αυτό περιέχει για κάθε μετάδοση ή λήψη πακέτου από οποιονδήποτε κόμβο το μέγεθος του πακέτου σε bits και την ενέργεια που καταναλώθηκε σε Joule, στη μορφή:

```
Rx - mobile_node_11 - pksize = 2592.000000 Consumed  
energy due to Reception = 0.000212
```

Τα στατιστικά που καταγράφονται και πάλι κάτω από την ετικέτα *Battery* είναι:

**Consumed Energy (Local):** Η ενέργεια που έχει καταναλωθεί από κάποιον κόμβο (Joule).

**Remaining Energy (Local):** Η ενέργεια που υπολείπεται σε κάποιον κόμβο. Ισούται με τη διαφορά της καταναλωθείσας από την αρχική ενέργεια (Joule).

**Consumed Energy (Global) :** Η συνολική ενέργεια που έχει καταναλωθεί από όλους τους κόμβους του δικτύου.

**Remaining Energy (Global):** Η συνολική ενέργεια που υπολείπεται στο δίκτυο.

Προϋπόθεση αποτελεί όλοι οι κόμβοι του δικτύου να έχουν την ίδια αρχική ενέργεια (Joule).

**Failed Nodes (Global):** Ο αριθμός των κόμβων που έχουν εξαντληθεί ενεργειακά

**Average Remaining Energy (Global):** Η μέση υπολειπόμενη ενέργεια των κόμβων.

Ισούται με τη συνολική υπολειπόμενη ενέργεια του δικτύου προς το πλήθος των κόμβων. Προϋπόθεση αποτελεί οι κόμβοι του δικτύου να έχουν την ίδια αρχική ενέργεια (Joule).

Ο κώδικας καθώς και οι τροποποιήσεις που έγιναν στις αντίστοιχες διεργασίες του επιπέδου MAC βρίσκονται στο παράρτημα της σελ.137.

## 6.2 Αποτελέσματα Προσομοιώσεων

Ο γενικός στόχος της εργασίας αυτής ήταν να μετρήσουμε και να συγκρίνουμε τη συμπεριφορά των πρωτοκόλλων AODV, DSR, TORA και OLSR με βάση την ενεργειακή κατανάλωση. Η βασική μεθοδολογία ήταν αρχικά η επιλογή των πιο αντιπροσωπευτικών παραμέτρων, στη συνέχεια ο καθορισμός και η προσομοίωση ενός βασικού σεναρίου και τέλος, μεταβάλλοντας τις επιλεγμένες παραμέτρους, η προσομοίωση και αξιολόγηση περισσότερων σεναρίων.

Οι παράμετροι που επιλέχθηκαν είναι ο αριθμός των κινητών κόμβων, ο ρυθμός αποστολής πακέτων και η μέγιστη ταχύτητα με την οποία κινούνται οι κόμβοι.

Στην προσομοίωση, οι κόμβοι κινούνται σύμφωνα με το μοντέλο “random waypoint”.

Το μοντέλο Random Waypoint είναι ένα απλό, συχνά χρησιμοποιούμενο, συνθετικό μοντέλο που εφαρμόζεται στη μελέτη προσομοιώσεων των ad hoc πρωτοκόλλων δρομολόγησης. Σε αυτό το βασικό μοντέλο κίνησης, κάθε κόμβος επιλέγει τον προορισμό του ανεξάρτητα και με τυχαίο τρόπο εντός των ορίων του δικτύου και κινείται προς τον προορισμό με μια σταθερή ταχύτητα. Η ταχύτητα επιλέγεται τυχαία από μια ομοιόμορφη κατανομή μεταξύ 0 και  $v_{max}$ . Αφότου ο κόμβος φτάσει στον προορισμό σταματάει για ένα καθορισμένο διάστημα παύσης (pause time) και μετά ξαναεπιλέγει έναν τυχαίο προορισμό και τυχαία ταχύτητα για να κινηθεί προς αυτόν. Η διαδικασία επαναλαμβάνεται καθόλη τη διάρκεια της προσομοίωσης.

Στο Random Waypoint μοντέλο οι κόμβοι κινούνται ανεξάρτητα από κάθε άλλον, ωστόσο μπορεί να υπάρχουν σεναρία σε ad hoc δίκτυα όπου είναι σημαντικό να μοντελοποιήσουμε τους κινητούς κόμβους σαν να κινούνται μαζί. Για παράδειγμα, μια ομάδα από στρατιώτες σε ένα στρατιωτικό σενάριο όπου τους έχει ανατεθεί η εργασία να επιτύχουν ένα κοινό στόχο. Ένα άλλο παράδειγμα είναι όταν κατά τη διάρκεια μιας επιχείρησης διάσωσης τα συνεργεία δημιουργούν διαφορετικές ομάδες και συνεργάζονται μεταξύ τους. Οι εφαρμογές αυτές αποτελούν ένα κίνητρο για τη μελέτη ενός ομαδικού μοντέλου κινητικότητας.

## Χαρακτηριστικά του δικτύου προσομοίωσης

Χρόνος Προσομοίωσης	10 min (600 sec)
Διαστάσεις Δικτύου	750m × 750m
Ραδιοσυχνότητα	2.4 GHz
Ισχύς μετάδοσης	10mW (10dBm)
Ευαισθησία Δέκτη	-76 dBm
Αρχική ενέργεια	150 Joule
Τάση παροχής μπαταρίας	5V
Ένταση ρεύματος μετάδοσης	280 mA
Ένταση ρεύματος λήψης	180 mA
Πλήθος κόμβων	10, 25, 40
Πλήθος Πηγών Κίνησης	10, 25, 40
Κίνηση	FTP
Ρυθμός μετάδοσης	11 Mbps
Μοντέλο Κινητικότητας	Random Waypoint
Κατανομή ταχύτητας	[0,1] m/s , [0,15] m/s
Διάστημα Παύσης (Pause Time)	0 sec
Μέγεθος Πακέτου	64, 256 bytes
Χρόνος μεταξύ διαδοχικών αφίξεων	1, 0.5 sec
Κατάσταση αδράνειας	Απενεργοποιημένη
Πρωτόκολλα Δρομολόγησης	AODV, DSR, TORA, OLSR
Παράμετροι επίδοσης	Μέση Υπολειπόμενη Ενέργεια, Διάρκεια Ζωής του Δικτύου

**Πίνακας 6.1:** Χαρακτηριστικά του δικτύου προσομοίωσης

Οι προσομοιώσεις εκτελούνται σε δίκτυο 10, 25 και 40 κόμβων με σταθερές διαστάσεις 750 × 750 m. Κάθε κόμβος είναι και πηγή κίνησης FTP προς τυχαίο προορισμό. Σε κάθε δίκτυο εφαρμόζονται τα παρακάτω σενάρια:

**Σενάριο 1 (Χαμηλή κινητικότητα – Χαμηλός ρυθμός αποστολής πακέτων):** Οι κόμβοι κινούνται τυχαία με ταχύτητα ομοιόμορφα κατανεμημένη στο διάστημα [0,1] m/s. Το μέγεθος πακέτου είναι 64 bytes και ο χρόνος μεταξύ διαδοχικών αφίξεων των

πακέτων είναι 1 sec. Αυτό σημαίνει ότι ο ρυθμός αποστολής των κόμβων είναι 64 bytes /sec , δηλαδή 0.5 Kbps.

**Σενάριο 2 (Υψηλή κινητικότητα – Χαμηλός ρυθμός αποστολής πακέτων):** Οι κόμβοι κινούνται τυχαία με ταχύτητα ομοιόμορφα κατανεμημένη στο διάστημα [0,15] m/s. Ο ρυθμός αποστολής των κόμβων είναι ίδιος με αυτόν του σεναρίου 1, δηλαδή 0.5 Kbps.

**Σενάριο 3 (Χαμηλή κινητικότητα – Υψηλός ρυθμός αποστολής πακέτων):** Οι κόμβοι κινούνται τυχαία με ταχύτητα ομοιόμορφα κατανεμημένη στο διάστημα [0,1] m/s. Το μέγεθος πακέτου είναι 256 bytes και ο χρόνος μεταξύ διαδοχικών αφίξεων των πακέτων είναι 0.5 sec. Αυτό σημαίνει ότι ο ρυθμός αποστολής των κόμβων είναι 256 bytes /0.5 sec , δηλαδή 4 Kbps.

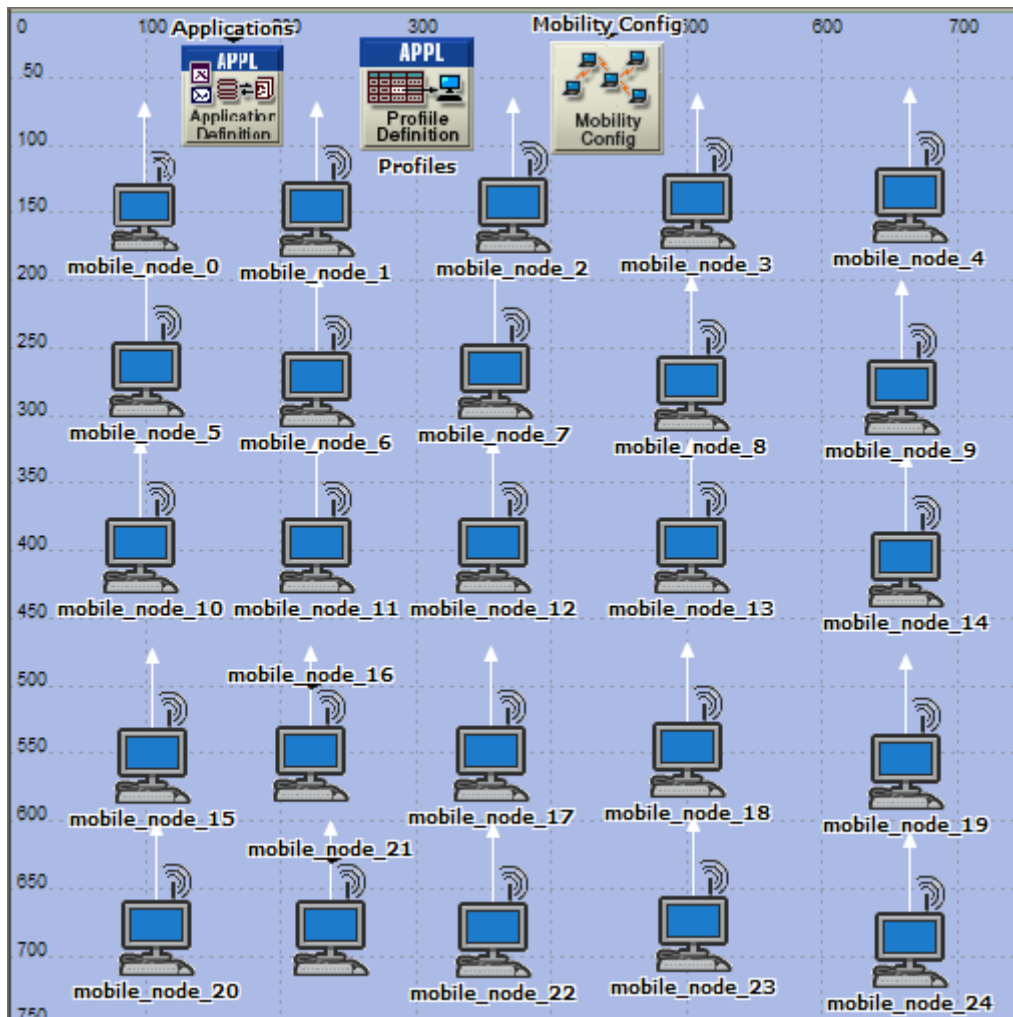
**Σενάριο 4 (Υψηλή κινητικότητα – Υψηλός ρυθμός αποστολής πακέτων):** Οι κόμβοι κινούνται τυχαία με ταχύτητα ομοιόμορφα κατανεμημένη στο διάστημα [0,15] m/s. Ο ρυθμός αποστολής των κόμβων είναι ίδιος με αυτόν του σεναρίου 3, δηλαδή 4 Kbps.

Τα χαρακτηριστικά για κάθε σενάριο συνοψίζονται στον ακόλουθο πίνακα:

Σενάριο	Κινητικότητα	Μέγεθος πακέτου	Χρόνος μεταξύ διαδοχικών αφίξεων πακέτων	Ρυθμός αποστολής
1	[0,1] m/s	64 bytes	1 sec	0.5 Kbps
2	[0,15] m/s	64 bytes	1 sec	0.5 Kbps
3	[0,1] m/s	256 bytes	0.5 sec	4 Kbps
4	[0,15] m/s	256 bytes	0.5 sec	4 Kbps

**Πίνακας 6.2:** Τιμές μεταβαλλόμενων παραμέτρων για κάθε σενάριο προσομοίωσης

Η τοπολογία του δικτύου στο πρόγραμμα OPNET Modeler δίνεται παρακάτω:



**Σχήμα 6.2:** Τοπολογία δικτύου προσομοίωσης

Σε κάθε σενάριο δεν καταγράφηκε η υπολειπόμενη ενέργεια κάθε κόμβου ξεχωριστά, αλλά η μέση υπολειπόμενη ενέργεια, αφενός γιατί είναι αντιπροσωπευτική τιμή για όλους τους κόμβους του δικτύου και αφετέρου γιατί η καταγραφή πολλών στατιστικών παραμέτρων οδηγεί σε υπερβολικό χρόνο τρεξίματος της προσομοίωσης, ειδικά για μεγάλο αριθμό κόμβων.

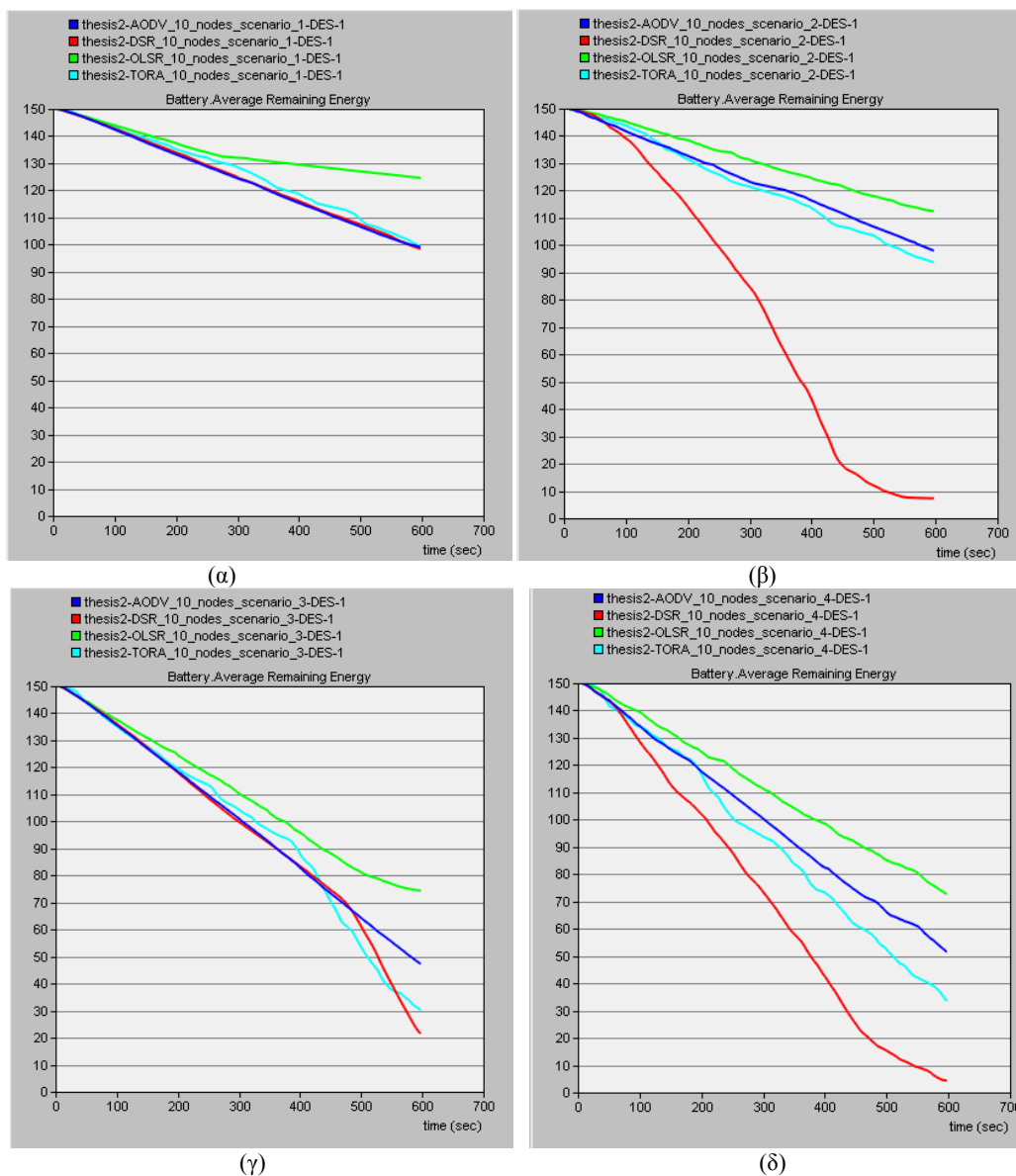


## 6.2.1 Δίκτυο 10 κόμβων

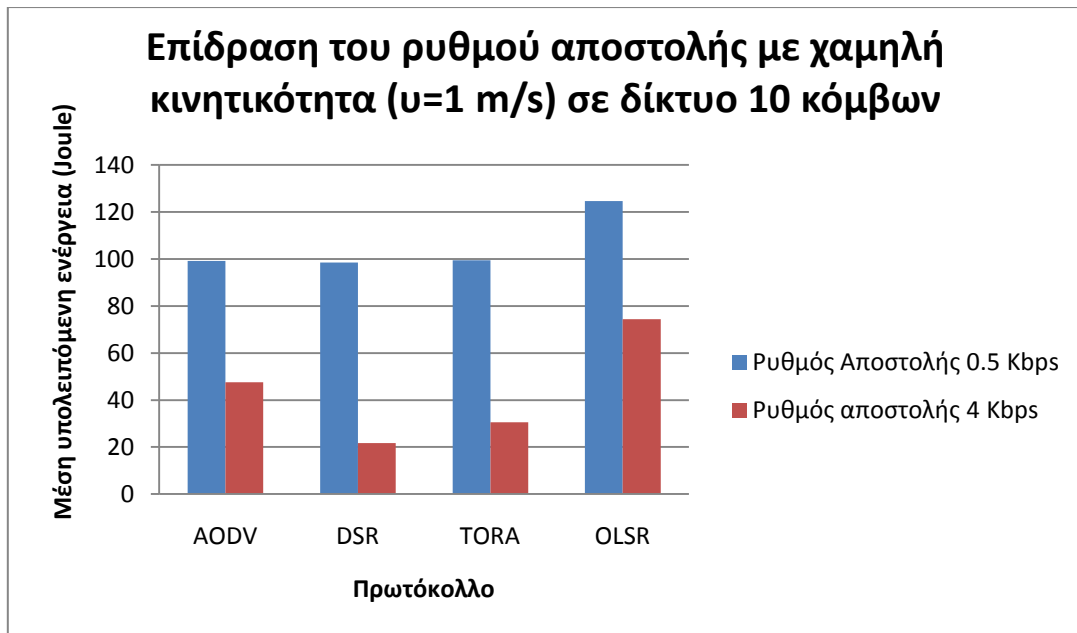
Πρωτόκολλο	Μέση υπολειπόμενη ενέργεια (Joule)			
	Σενάριο 1	Σενάριο 2	Σενάριο 3	Σενάριο 4
AODV	99,1	98,1	47,5	51,8
DSR	98,5	7,3	21,7	4,4
TORA	99,5	93,8	30,5	33,9
OLSR	124,6	112,5	74,4	72,9

Πίνακας 6.3: Μέση υπολειπόμενη ενέργεια στο δίκτυο 10 κόμβων

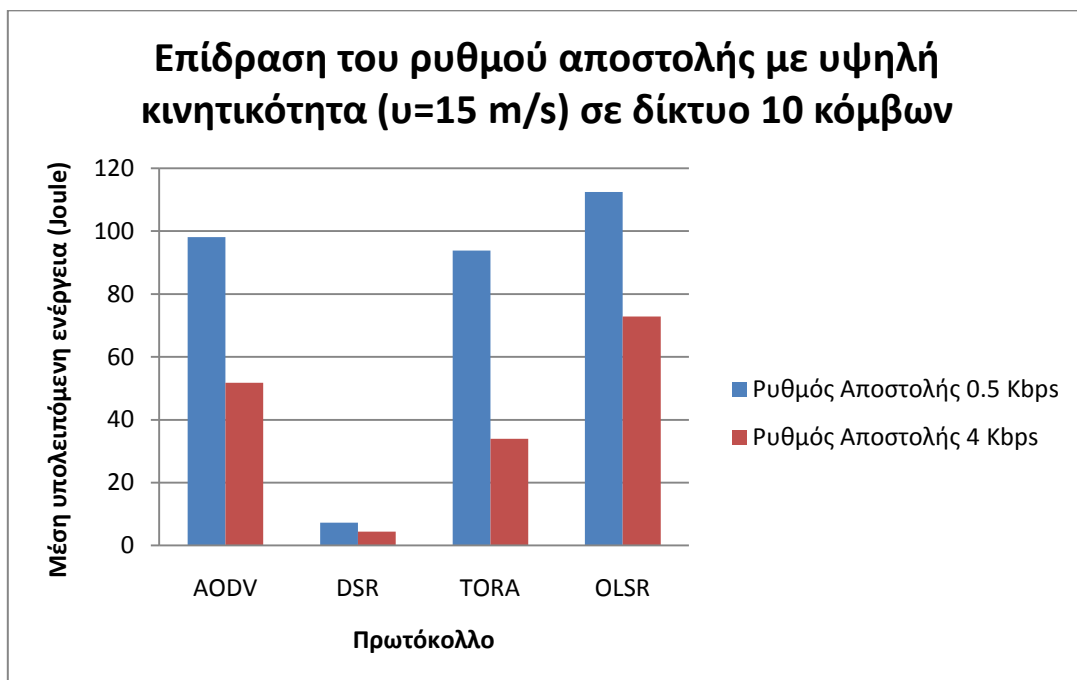
Τα διαγράμματα της μέσης υπολειπόμενης ενέργειας δίνονται παρακάτω:



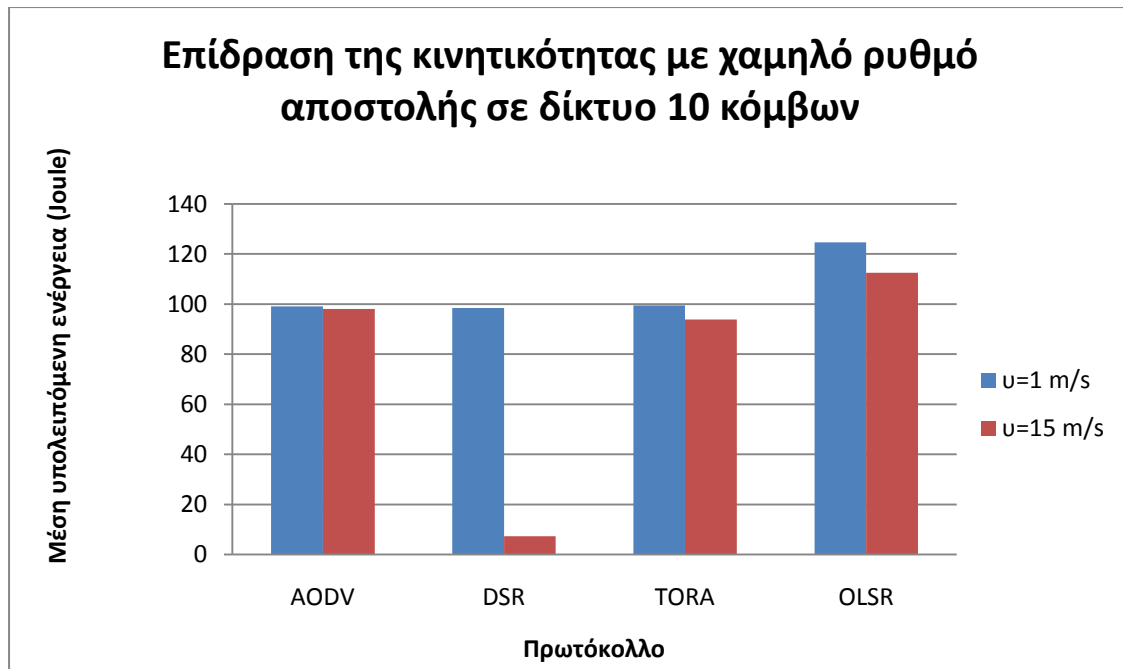
Σχήμα 6.3: Μέση υπολειπόμενη ενέργεια στο δίκτυο 10 κόμβων



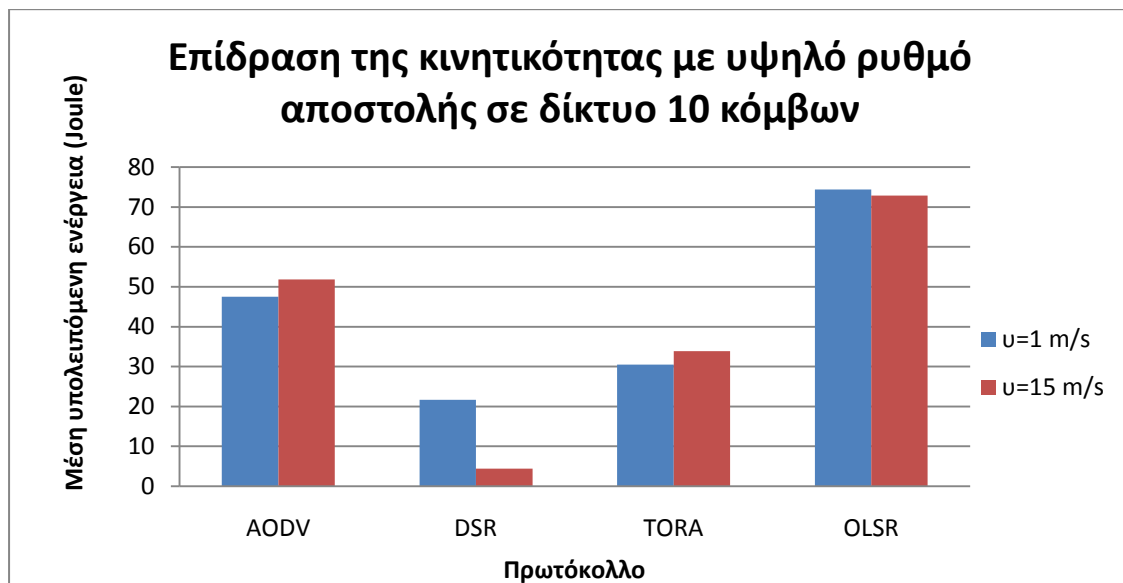
*Σχήμα 6.4: Επίδραση του ρυθμού αποστολής στη μέση υπολειπόμενη ενέργεια με χαμηλή κινητικότητα ( $v=1$  m/s) σε δίκτυο 10 κόμβων*



*Σχήμα 6.5: Επίδραση του ρυθμού αποστολής στη μέση υπολειπόμενη ενέργεια με υψηλή κινητικότητα ( $v=15$  m/s) σε δίκτυο 10 κόμβων*



**Σχήμα 6.6:** Επίδραση της κινητικότητας στη μέση υπολειπόμενη ενέργεια με χαμηλό ρυθμό αποστολής σε δίκτυο 10 κόμβων

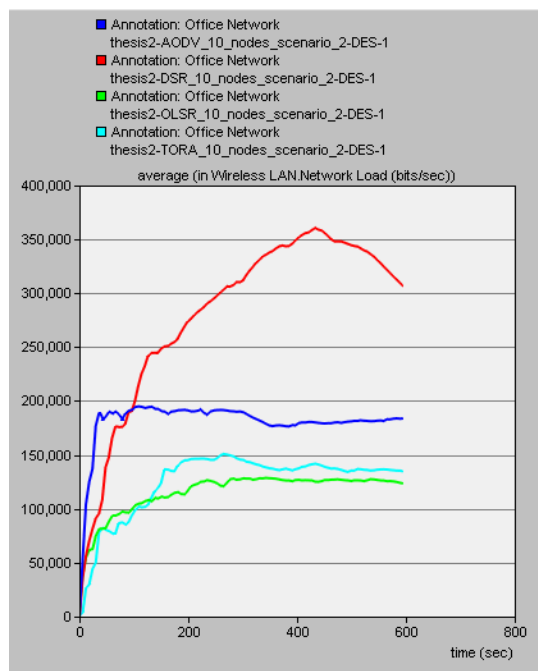


**Σχήμα 6.7:** Επίδραση της κινητικότητας στη μέση υπολειπόμενη ενέργεια με υψηλό ρυθμό αποστολής σε δίκτυο 10 κόμβων

Από τα διαγράμματα για την επίδραση της κινητικότητας στο δίκτυο 10 κόμβων βλέπουμε ότι το DSR παρουσιάζει με διαφορά τη χειρότερη ενεργειακή επίδοση και τα αποθέματα ενέργειας του DSR σχεδόν εξαντλούνται. Ειδικά στην περίπτωση χαμηλού ρυθμού αποστολής (σενάρια 1,2) η μείωση είναι της τάξης του 92%. Είναι εμφανές ότι το DSR παρουσιάζει μεγάλη ευαισθησία στις μεταβολές της

κινητικότητας. Η χαμηλή ενεργειακή επίδοση του DSR οφείλεται σε μεγάλο βαθμό στην πηγαία δρομολόγηση. Στο DSR υπάρχει σημαντική επιβάρυνση καθώς το μέγεθος πακέτου είναι μεγάλο μεταφέροντας ολόκληρη την πληροφορία δρομολόγησης. Επιπλέον, για υψηλή κινητικότητα, η πιθανότητα οι cache να περιέχουν “παλιές” πληροφορίες δρομολόγησης είναι αρκετά μεγάλη στο DSR. Υπενθυμίζεται ότι στο DSR στην cache ενός κόμβου υπάρχουν πολλές διαδρομές προς τον ίδιο προορισμό και οι καταχωρήσεις δε διαγράφονται μετά από κάποιο χρονικό διάστημα όπως στο AODV, παρά μόνο όταν έρθει RERR πακέτο. Έτσι, λόγω υψηλής κινητικότητας, αλλά και της “αδιάκριτης λειτουργίας” της ασύρματης κάρτας διεπαφής δικτύου που επιτρέπει στους κόμβους να “κρυφακούνε” πακέτα που δεν προορίζονται γι’ αυτούς, είναι πολύ πιθανό να “μολυνθούν” περισσότερες cache με “παλιά” πληροφορία, που σημαίνει ότι θα χρειαστούν αναμεταδόσεις πακέτων, άρα και περισσότερη κατανάλωση ενέργειας. Στην πράξη, όταν εκκινείται μια ανακάλυψη διαδρομής, ο τεράστιος αριθμός αποκρίσεων που λαμβάνονται επιφέρει υψηλή επιβάρυνση επιπέδου MAC και προκαλεί αυξημένη παρεμβολή στα δεδομένα κίνησης. Έτσι, η διατήρηση “παλιάς πληροφορίας” στις cache και η υψηλή επιβάρυνση επιπέδου MAC οδηγούν σε σημαντική μείωση της επίδοσης του DSR σε σενάρια υψηλής κινητικότητας [25].

Ειδικότερα για το σενάριο 2, όπου η μέση υπολειπόμενη ενέργεια στο DSR σχεδόν εξαντλείται, βλέπουμε από το σχήμα (6.8) ότι το φορτίο για το πρωτόκολλο DSR είναι πολύ περισσότερο από ότι για τα άλλα τρία πρωτόκολλα. Έτσι εξηγείται και η μεγάλη διαφορά στη μέση υπολειπόμενη ενέργεια μεταξύ του DSR και των άλλων τριών πρωτοκόλλων.



**Σχήμα 6.8:** Συνολικό φορτίο στο σενάριο 2

Σε αντίθεση με το DSR, τα υπόλοιπα τρία πρωτόκολλα δίνουν μικρές αυξομειώσεις στη μέση υπολειπόμενη ενέργεια.

Σε ό,τι αφορά την επίδραση της αύξησης του ρυθμού αποστολής από 0.5 Kbps σε 4 Kbps, το DSR και πάλι έχει μια κατακόρυφη πτώση (78%) για την περίπτωση χαμηλής κινητικότητας. Η πτώση αυτή είναι σαφώς μικρότερη για την περίπτωση υψηλής κινητικότητας, ωστόσο τα αποθέματα ενέργειας είναι ελάχιστα και στις δύο περιπτώσεις. Το AODV χάνει περίπου το μισό της υπολειπόμενης ενέργειάς του και για υψηλή και για χαμηλή κινητικότητα. Στο TORA η ενέργεια μειώνεται κατά 69% και 60% για χαμηλή και υψηλή κινητικότητα αντίστοιχα. Το OLSR παρουσιάζει μείωση 40% και 35% για χαμηλή και υψηλή κινητικότητα αντίστοιχα. Οι επιδόσεις του OLSR είναι οι καλύτερες ενεργειακά σε κάθε σενάριο του δικτύου 10 κόμβων.

## 6.2.2 Δίκτυο 25 κόμβων

Αυξάνουμε τον αριθμό των κόμβων από 10 σε 25 και καταγράφουμε, εκτός από τη μέση υπολειπόμενη ενέργεια, και τη διάρκεια ζωής του δικτύου, δηλαδή το χρόνο κατά τον οποίο “πεθαίνει” ο πρώτος κόμβος λόγω πλήρους ενεργειακής εξάντλησης. Αυτό γίνεται γιατί σε σενάρια υψηλής πυκνότητας δικτύου, η μέση υπολειπόμενη

ενέργεια δεν αποτελεί αξιόπιστο κριτήριο επίδοσης, καθώς πολλοί κόμβοι του δικτύου έχουν εξαντλήσει τα ενεργειακά τους αποθέματα.

Τα αποτελέσματα δίνονται παρακάτω:

#### Σενάριο 1

Πρωτόκολλο	Μέση Υπολειπόμενη Ενέργεια (Joule)	Χρόνος ζωής (sec)
AODV	10	439
DSR	2,8	458
TORA	10	376
OLSR	64	-

**Πίνακας 6.4:** Μέση υπολειπόμενη ενέργεια και διάρκεια ζωής δικτύου για δίκτυο 25 κόμβων στο Σενάριο 1

#### Σενάριο 2

Πρωτόκολλο	Μέση Υπολειπόμενη Ενέργεια (Joule)	Χρόνος ζωής (sec)
AODV	6,4	408
DSR	3,7	520
TORA	11	362
OLSR	58	-

**Πίνακας 6.5:** Μέση υπολειπόμενη ενέργεια και διάρκεια ζωής δικτύου για δίκτυο 25 κόμβων στο Σενάριο 2

#### Σενάριο 3

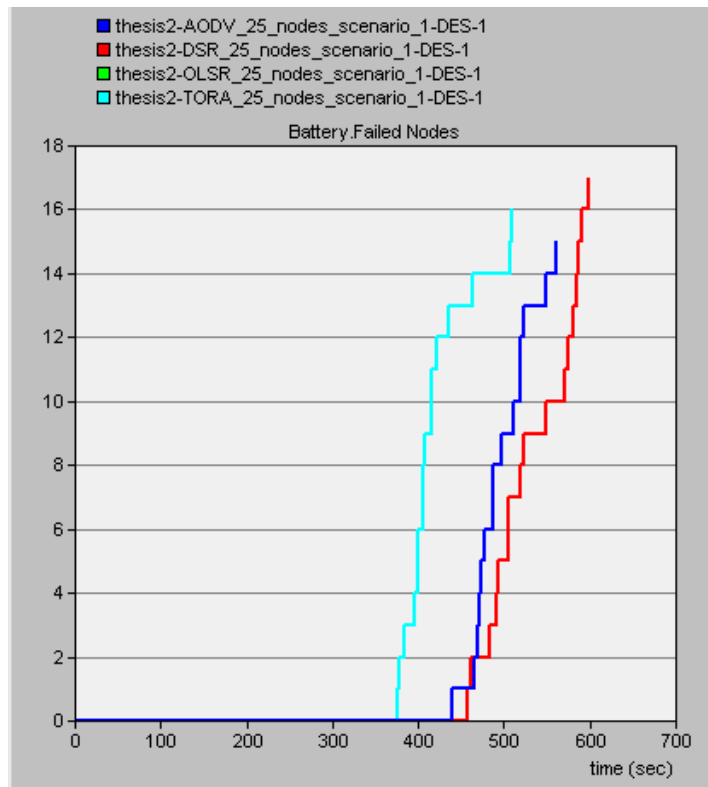
Πρωτόκολλο	Μέση Υπολειπόμενη Ενέργεια (Joule)	Χρόνος ζωής (sec)
AODV	11,9	428
DSR	3,3	468
TORA	7,4	388
OLSR	11,8	420

**Πίνακας 6.6:** Μέση υπολειπόμενη ενέργεια και διάρκεια ζωής δικτύου για δίκτυο 25 κόμβων στο Σενάριο 3

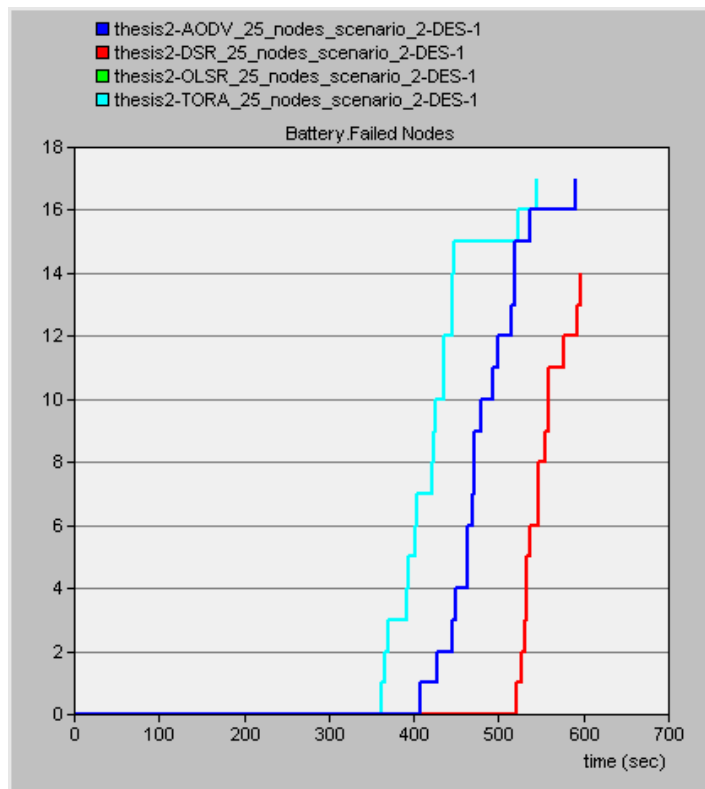
#### Σενάριο 4

Πρωτόκολλο	Μέση Υπολειπόμενη Ενέργεια (Joule)	Χρόνος ζωής (sec)
AODV	3,3	422
DSR	2,3	494
TORA	7,1	390
OLSR	6,9	467

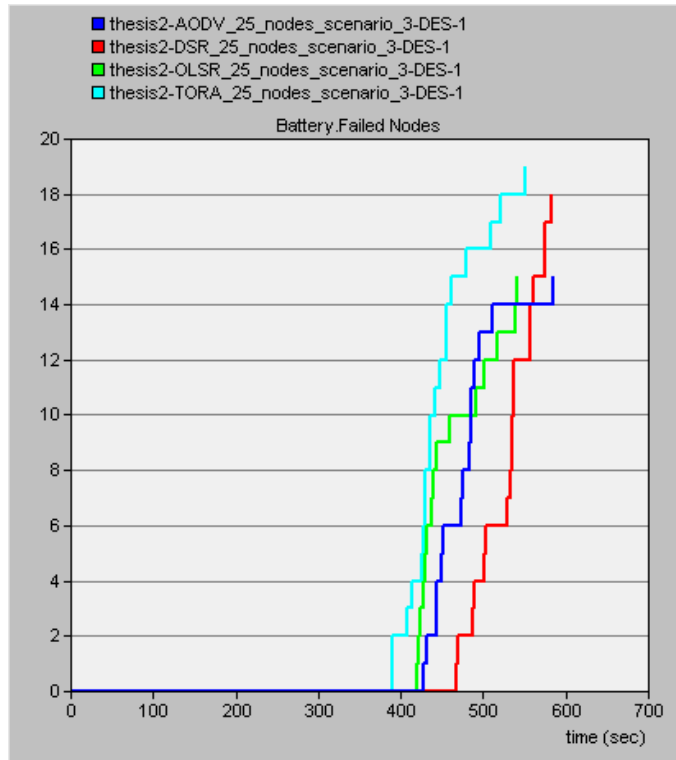
**Πίνακας 6.7:** Μέση υπολειπόμενη ενέργεια και διάρκεια ζωής δικτύου για δίκτυο 25 κόμβων στο Σενάριο 4



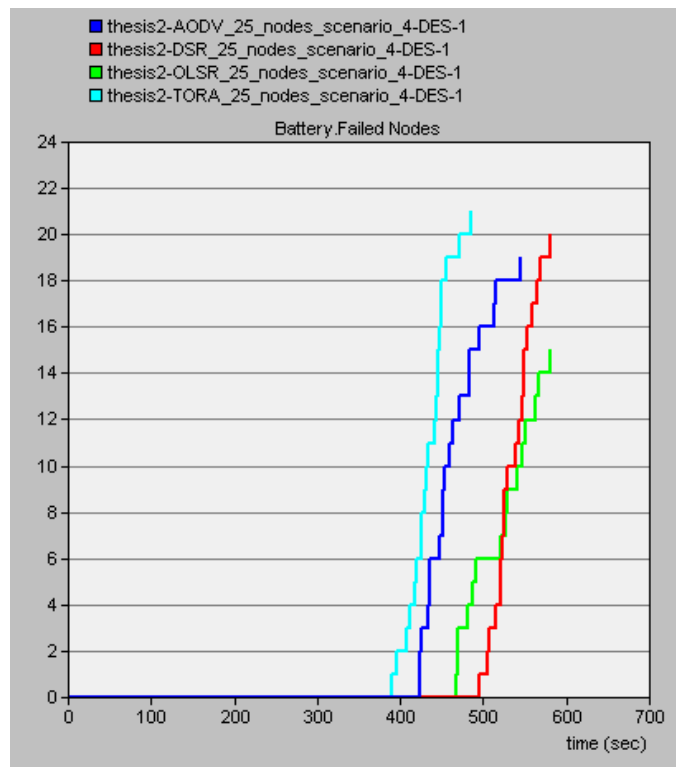
**Σχήμα 6.9:** Διάρκεια ζωής δικτύου και πλήθος νεκρών κόμβων για δίκτυο 25 κόμβων στο Σενάριο 1



**Σχήμα 6.10:** Διάρκεια ζωής δικτύου και πλήθος νεκρών κόμβων για δίκτυο 25 κόμβων στο Σενάριο 2



**Σχήμα 6.11:** Διάρκεια ζωής δικτύου και πλήθος νεκρών κόμβων για δίκτυο 25 κόμβων στο Σενάριο 3



**Σχήμα 6.12:** Διάρκεια ζωής δικτύου και πλήθος νεκρών κόμβων για δίκτυο 25 κόμβων στο Σενάριο 4



Από τα παραπάνω διαγράμματα παρατηρούμε ότι το DSR, αν και έχει τη λιγότερη μέση υπολειπόμενη ενέργεια και στα 4 σενάρια (όπως και στο δίκτυο 10 κόμβων), έχει τη μεγαλύτερη διάρκεια ζωής μεταξύ των reactive πρωτοκόλλων.

Από τον πίνακα επίσης διαπιστώνουμε τα εξής:

Το AODV παρουσιάζει μια αξιοσημείωτη πτώση στη μέση υπολειπόμενη ενέργεια όταν έχουμε υψηλή κινητικότητα. Η μείωση αυτή αντιστοιχεί σε 36% για την περίπτωση χαμηλού ρυθμού αποστολής (σενάρια 1,2) και 72% για την περίπτωση υψηλού ρυθμού αποστολής (σενάρια 3,4). Η υψηλή κινητικότητα μειώνει και τη διάρκεια ζωής του δικτύου, που αποτελεί τον κρίσιμο παράγοντα επίδοσης. Μπορούμε να πούμε ωστόσο ότι το AODV παρουσιάζει μια σταθερή επίδοση σε ό,τι αφορά τη διάρκεια ζωής. Η επίδοση αυτή είναι η δεύτερη καλύτερη μετά το DSR για τα reactive πρωτόκολλα.

Το DSR υπερτερεί όπως είπαμε έναντι του AODV και του TORA στη διάρκεια ζωής του δικτύου, ενώ για υψηλό ρυθμό αποστολής (σενάρια 3,4) έχει την καλύτερη συμπεριφορά από όλα τα πρωτόκολλα.

Το TORA εμφανίζει τα χειρότερα αποτελέσματα, από άποψη χρόνου ενεργειακής εξάντλησης, για κάθε περίπτωση. Οι μεταβολές στην κινητικότητα δεν επηρεάζουν ουσιαστικά την επίδοση του πρωτοκόλλου (σενάρια 1-2 και 3-4), ενώ η αύξηση του ρυθμού αποστολής μειώνει την υπολειπόμενη ενέργεια αλλά οδηγεί σε μεγαλύτερη διάρκεια ζωής (σενάρια 1-3 και 2-4).

Το OLSR έχει πολύ μεγαλύτερη υπολειπόμενη ενέργεια και χρόνο ζωής από τα reactive πρωτόκολλα, για χαμηλό ρυθμό αποστολής (σενάρια 1,2). Ωστόσο, η αύξηση του ρυθμού αποστολής μειώνει κατακόρυφα την ενεργειακή επίδοση του πρωτοκόλλου. Ειδικότερα, σημειώνεται μείωση 82% στη μέση υπολειπόμενη ενέργεια στις περιπτώσεις χαμηλής κινητικότητας (σενάρια 1,3) και 88% στις περιπτώσεις χαμηλής κινητικότητας (σενάρια 1,3).

### 6.2.3 Δίκτυο 40 κόμβων

Τα αποτελέσματα των προσομοιώσεων για το δίκτυο των 40 κόμβων δίνονται παρακάτω:

#### Σενάριο 1

Πρωτόκολλο	Μέση Υπολειπόμενη Ενέργεια (Joule)	Χρόνος ζωής (sec)
AODV	6,9	474
DSR	3,1	467
TORA	6,5	409
OLSR	14,5	473

**Πίνακας 6.8:** Μέση υπολειπόμενη ενέργεια και διάρκεια ζωής δικτύου για δίκτυο 40 κόμβων στο Σενάριο 1

#### Σενάριο 2

Πρωτόκολλο	Μέση Υπολειπόμενη Ενέργεια (Joule)	Χρόνος ζωής (sec)
AODV	2,2	434
DSR	13,8	598
TORA	1,5	422
OLSR	6,9	493

**Πίνακας 6.9:** Μέση υπολειπόμενη ενέργεια και διάρκεια ζωής δικτύου για δίκτυο 40 κόμβων στο Σενάριο 2

#### Σενάριο 3

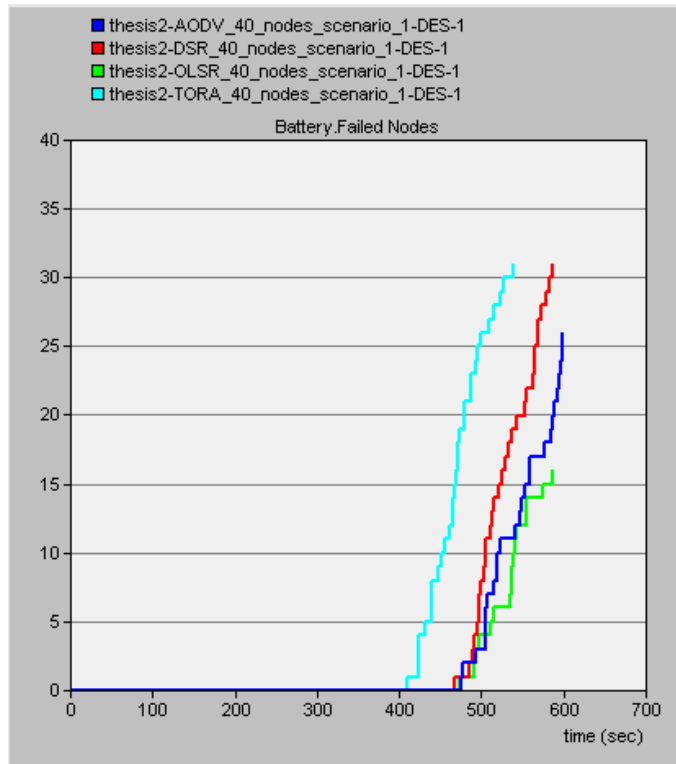
Πρωτόκολλο	Μέση Υπολειπόμενη Ενέργεια (Joule)	Χρόνος ζωής (sec)
AODV	6,1	447
DSR	3,6	495
TORA	3,7	391
OLSR	8,5	407

**Πίνακας 6.10:** Μέση υπολειπόμενη ενέργεια και διάρκεια ζωής δικτύου για δίκτυο 40 κόμβων στο Σενάριο 3

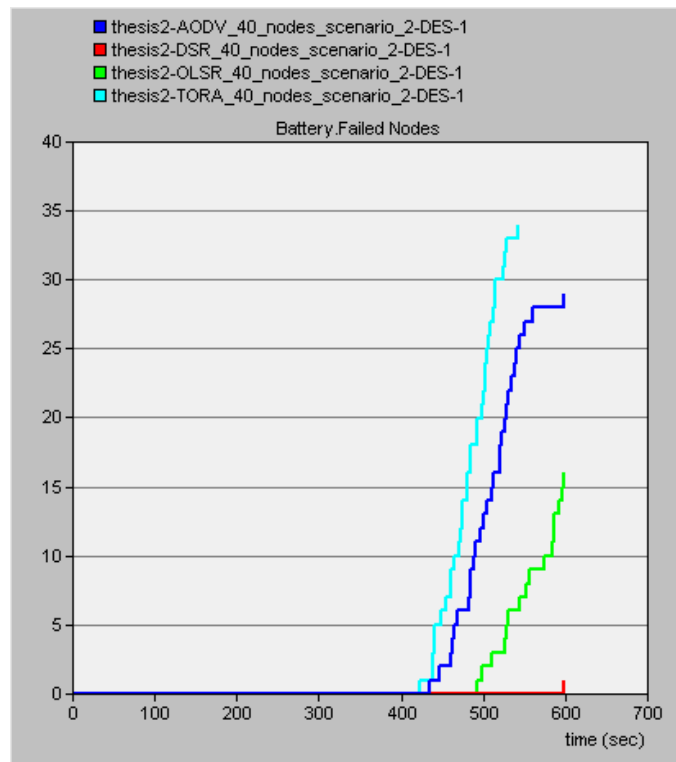
#### Σενάριο 4

Πρωτόκολλο	Μέση Υπολειπόμενη Ενέργεια (Joule)	Χρόνος ζωής (sec)
AODV	1,5	497
DSR	12,4	579
TORA	0,2	443
OLSR	1,9	473

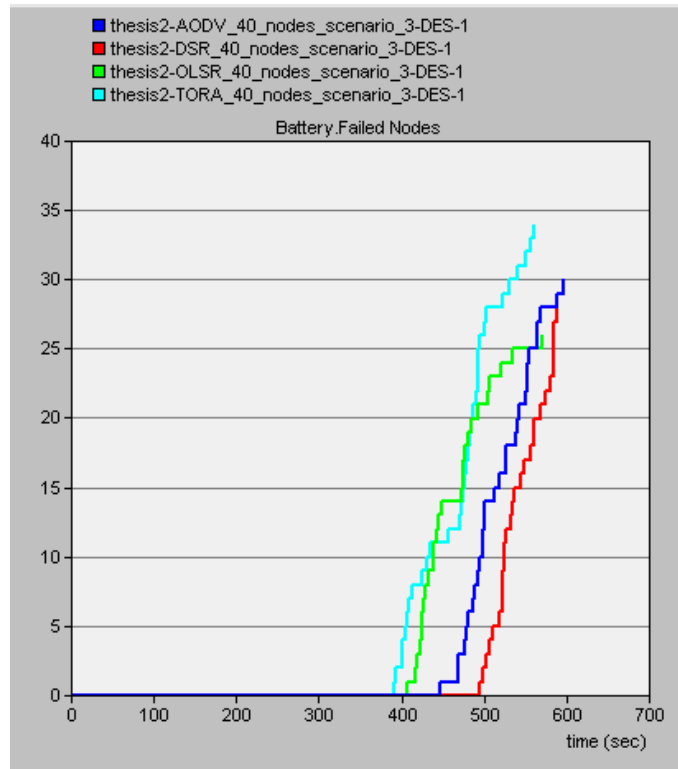
**Πίνακας 6.11:** Μέση υπολειπόμενη ενέργεια και διάρκεια ζωής δικτύου για δίκτυο 40 κόμβων στο Σενάριο 4



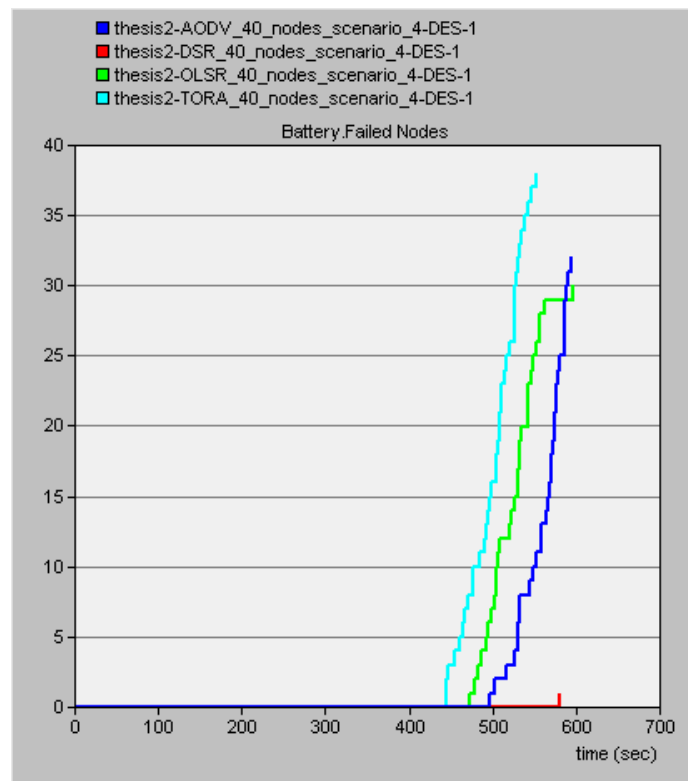
**Σχήμα 6.13:** Διάρκεια ζωής δικτύου και πλήθος νεκρών κόμβων για δίκτυο 40 κόμβων στο Σενάριο 1



**Σχήμα 6.14:** Διάρκεια ζωής δικτύου και πλήθος νεκρών κόμβων για δίκτυο 40 κόμβων στο Σενάριο 2



**Σχήμα 6.15:** Διάρκεια ζωής δικτύου και πλήθος νεκρών κόμβων για δίκτυο 40 κόμβων στο Σενάριο 3



**Σχήμα 6.16:** Διάρκεια ζωής δικτύου και πλήθος νεκρών κόμβων για δίκτυο 40 κόμβων στο Σενάριο 4

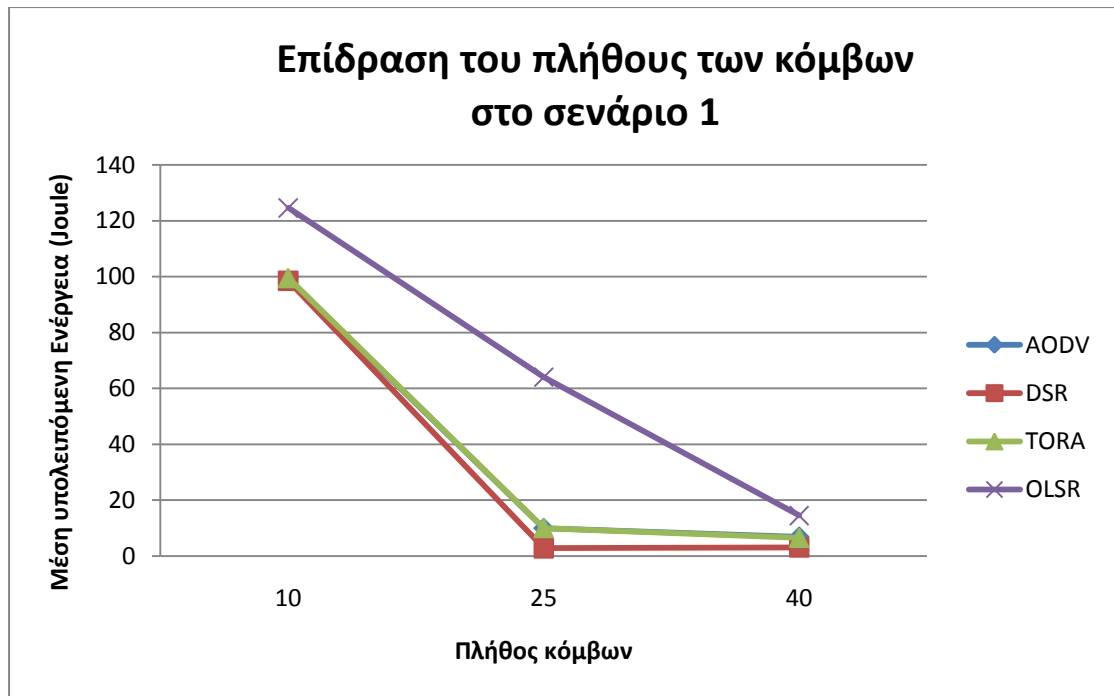
Από τα παραπάνω διαγράμματα για το δίκτυο 40 κόμβων παρατηρούμε τα εξής:

Το πρωτόκολλο TORA έχει τη χαμηλότερη επίδοση σε όλα τα σενάρια, καθώς ο “θάνατος” του πρώτου κόμβου λόγω ενεργειακής εξάντλησης συμβαίνει νωρίτερα απ’ ότι για τα υπόλοιπα πρωτόκολλα. Η υψηλή κινητικότητα μειώνει σημαντικά τη μέση υπολειπόμενη ενέργεια αλλά αυξάνει τη διάρκεια ζωής του δικτύου (σενάρια 1-2 και 3-4). Η αύξηση του ρυθμού μετάδοσης οδηγεί σε μείωση του χρόνου ζωής του δικτύου όταν έχουμε χαμηλή κινητικότητα (σενάρια 1-3) και σε αύξηση του χρόνου ζωής του δικτύου όταν έχουμε υψηλή κινητικότητα (σενάρια 2-4).

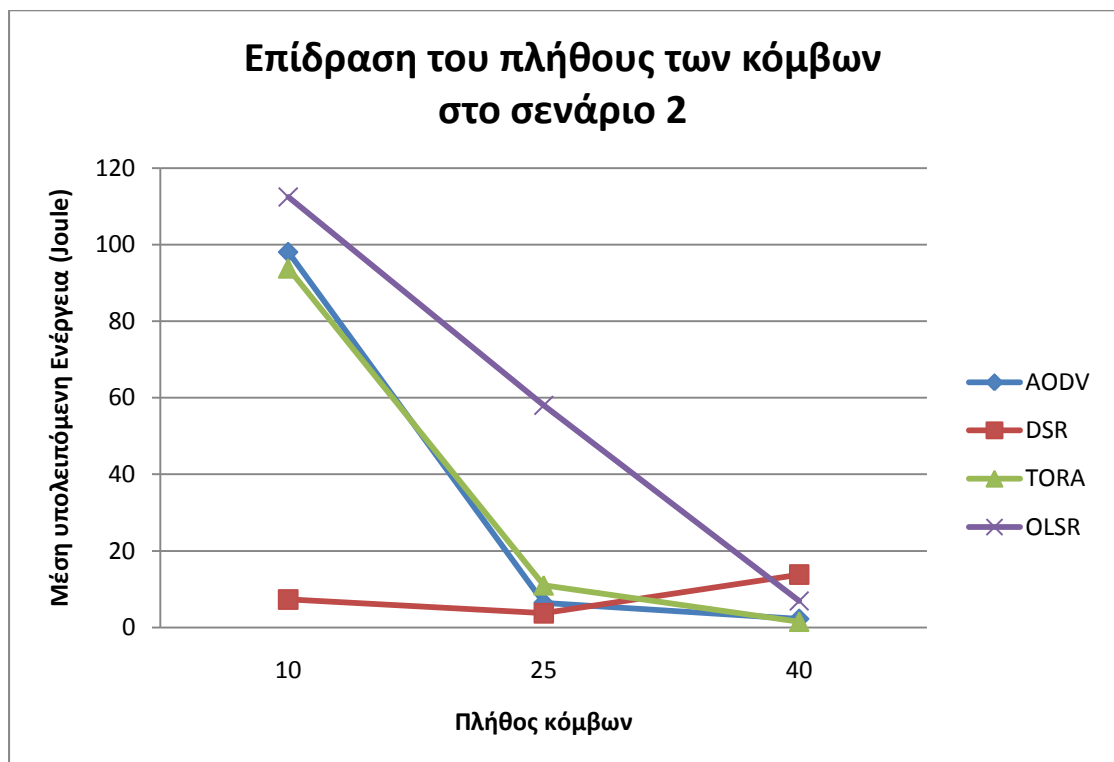
Το DSR εμφανίζει την καλύτερη ενεργειακή επίδοση, εκτός από την περίπτωση χαμηλής κινητικότητας και χαμηλού ρυθμού μετάδοσης (σενάριο 1). Η αύξηση της κινητικότητας επιδρά θετικά στο χρόνο ζωής του δικτύου, και μάλιστα αυξάνει το χρόνο ζωής περισσότερο από κάθε άλλο πρωτόκολλο. Και πάλι παρατηρείται το φαινόμενο το DSR να έχει τη χαμηλότερη μέση υπολειπόμενη ενέργεια αλλά τη μεγαλύτερη διάρκεια ζωής (σενάριο 3), κάτι που υποδεικνύει ισορροπημένη κατανομή μεταξύ των κόμβων.

Το AODV έχει τη μεγαλύτερη διάρκεια ζωής στο σενάριο 1. Η αύξηση της κινητικότητας μειώνει αρκετά τη μέση υπολειπόμενη ενέργεια. Ο χρόνος ζωής του δικτύου μειώνεται με αύξηση της κινητικότητας για χαμηλό ρυθμό αποστολής (σενάρια 1,2) αλλά αυξάνεται για υψηλό ρυθμό αποστολής (σενάρια 3,4).

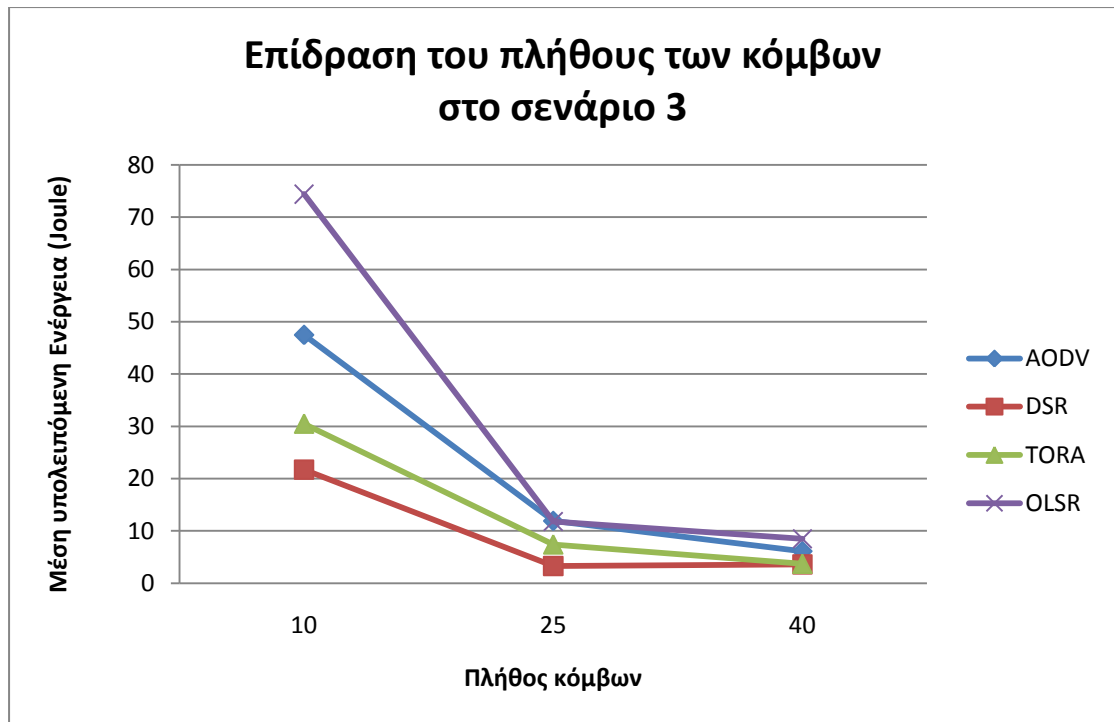
Το OLSR εμφανίζει ικανοποιητικά αποτελέσματα για χαμηλό ρυθμό μετάδοσης, όπου έχει το δεύτερο μεγαλύτερο χρόνο ζωής (σενάρια 1,2). Η αύξηση της κινητικότητας μειώνει τη μέση υπολειπόμενη ενέργεια κατά ένα μεγάλο ποσοστό, αλλά αυξάνει σημαντικά το χρόνο ζωής του δικτύου (σενάρια 1-2, 3-4). Αντίθετα, η αύξηση του ρυθμού αποστολής μειώνει σε μικρότερο ποσοστό τη μέση υπολειπόμενη ενέργεια και οδηγεί σε μείωση του χρόνου ζωής του δικτύου (σενάρια 1-3, 2-4).



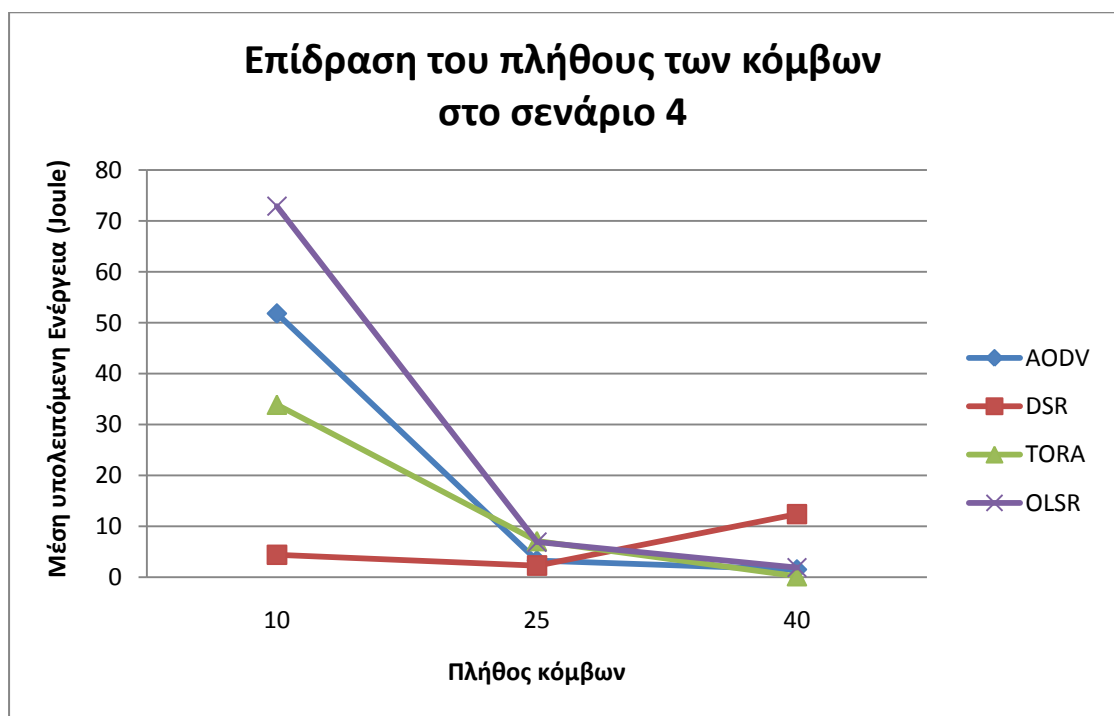
Σχήμα 6.17: Επίδραση του πλήθους των κόμβων στη μέση υπολειπόμενη ενέργεια για το Σενάριο 1



Σχήμα 6.18: Επίδραση του πλήθους των κόμβων στη μέση υπολειπόμενη ενέργεια για το Σενάριο 2



Σχήμα 6.19: Επίδραση του πλήθους των κόμβων στη μέση υπολειπόμενη ενέργεια για το Σενάριο 3



Σχήμα 6.20: Επίδραση του πλήθους των κόμβων στη μέση υπολειπόμενη ενέργεια για το Σενάριο 4

Πρέπει να τονιστεί σε αυτό το σημείο ότι το διάγραμμα της μέσης υπολειπόμενης ενέργειας για το AODV στο σενάριο 1 (σχήμα 6.17) σχεδόν ταυτίζεται με αυτό του TORA, και γι' αυτό δεν διακρίνεται στο σχήμα.

Από τα διαγράμματα της μέσης υπολειπόμενης ενέργειας συναρτήσει του πλήθους των κόμβων μπορούμε να παρατηρήσουμε τα εξής:

Το OLSR, λόγω της proactive λειτουργίας του, δεν επηρεάζεται πρακτικά από τη μεταβολή στον αριθμό των κόμβων. Αυτό φαίνεται και από τη σχεδόν γραμμική πτώση της μέσης υπολειπόμενης ενέργειας στις περιπτώσεις χαμηλού ρυθμού μετάδοσης. (σχήματα 6.17, 6.18). Ωστόσο, οι μεταβολές είναι πιο απότομες για υψηλό ρυθμό μετάδοσης (σχήματα 6.19, 6.20).

Τα reactive πρωτόκολλα AODV, DSR και TORA αυξάνουν σημαντικά την καταναλισκόμενη ενέργεια όταν οι κόμβοι, που αποτελούν και πηγές κίνησης, αυξάνονται από 10 σε 25. Αυτό επιβεβαιώνεται και από τη βιβλιογραφία. Επομένως η μέση υπολειπόμενη ενέργεια μειώνεται σε μεγάλο βαθμό στο δίκτυο 25 κόμβων, με αποτέλεσμα την ενεργειακή εξάντληση κάποιων κόμβων του δικτύου. Μείωση στην υπολειπόμενη ενέργεια υπάρχει και όταν οι κόμβοι αυξάνονται από 25 σε 40 για τα πρωτόκολλα TORA και AODV, ωστόσο η πτώση αυτή είναι λιγότερο απότομη όπως φαίνεται και από την κλίση της ευθείας. Ωστόσο, για την περίπτωση του DSR σημειώνεται μια ελάχιστη αύξηση της μέσης υπολειπόμενης ενέργειας για σενάρια χαμηλής κινητικότητας και μεγαλύτερη αύξηση για σενάρια υψηλής κινητικότητας.

### **6.3 Γενικές Παρατηρήσεις – Συμπεράσματα**

Η μελέτη και η ανάλυση της επίδοσης των πρωτοκόλλων που παρουσιάστηκαν στη συγκεκριμένη εργασία έχει δώσει αντικρουόμενα αποτελέσματα, με βάση τη βιβλιογραφία, ειδικότερα για τη σύγκριση ανάμεσα στο AODV και το DSR. Αξίζει να σημειωθεί όμως ότι οι διαφορές αυτές προκύπτουν από το γεγονός ότι χρησιμοποιούνται διαφορετικά μοντέλα προσομοίωσης, διαφορετικές παράμετροι επίδοσης κ.ά.

Στην παρούσα εργασία επιλέχτηκε κίνηση TCP, και όχι CBR (Constant Bit Rate), παρόλο που η κίνηση CBR πιθανόν να έδινε καλύτερα αποτελέσματα, καθώς το TCP αλλάζει το φορτίο (τον αριθμό πακέτων που στέλνει), με βάση τις συνθήκες του δικτύου. Ωστόσο, επειδή το πρωτόκολλο TORA απαιτεί ένα επιπλέον επίπεδο, δε



μπορούσε να εφαρμοστεί στο απλό μοντέλο *manet\_station\_node* (που παράγει CBR κίνηση) και έτσι χρησιμοποιήθηκε το σύνθετο μοντέλο κόμβου *wlan\_wkstn\_adv* που έχει περισσότερα επίπεδα, άρα και μεγαλύτερη επιβάρυνση επικεφαλίδας μηνύματος. Συμπερασματικά, για την ενεργειακή αξιολόγηση των πρωτοκόλλων μπορούμε να πούμε τα εξής:

- **DSR:** Η συμπεριφορά του είναι απρόβλεπτη σε δίκτυα υψηλής κινητικότητας. Τα αποτελέσματα των προσομοιώσεων έδειξαν ότι ενεργειακά εμφανίζει καλύτερη επίδοση για δίκτυα υψηλής πυκνότητας, όπου κρίσιμη παράμετρος είναι η διάρκεια ζωής του δικτύου. Επιπλέον το DSR έχει σχετικά χαμηλή επιβάρυνση δρομολόγησης, η οποία παραμένει σχεδόν σταθερή ανεξαρτήτως ρυθμού κίνησης ή προσφερόμενου φορτίου. Επιβεβαιώθηκε από τα αποτελέσματα των προσομοιώσεων ότι το DSR είναι λιγότερο αποδοτικό σε ότι αφορά την ενεργειακή κατανάλωση από το AODV, εξαιτίας του υψηλού κόστους “κρυφακούσματος”, αν και το DSR είναι περισσότερο αποδοτικό σε ό,τι αφορά τη χρησιμοποίηση του εύρους ζώνης [32].
- **AODV:** Καταναλώνει λιγότερη ενέργεια από το DSR και σε δίκτυα χαμηλής πυκνότητας εμφανίζει καλύτερη επίδοση από το DSR. Εμφανίζει μια σταθερότητα στην επίδοσή του για δίκτυα με μεγάλο αριθμό κόμβων, ωστόσο γενικά υστερεί έναντι του DSR στη διάρκεια ζωής του δικτύου.
- **OLSR:** Δε συνιστάται η χρησιμοποίησή του για μεγάλο αριθμό κόμβων. Κι αυτό γιατί η συνεχής αναζήτηση διαδρομών για όλους τους πιθανούς προορισμούς στο δίκτυο έχει ως αποτέλεσμα την αύξηση των μηνυμάτων ελέγχου στους κόμβους του δικτύου. Αυτό επηρεάζει την επεκτασιμότητα του πρωτοκόλλου. Επηρεάζεται πολύ περισσότερο από το ρυθμό αποστολής παρά από την κινητικότητα. Ο υψηλός ρυθμός αποστολής έχει αρνητική επίδραση και στη μέση υπολειπόμενη ενέργεια αλλά και στη διάρκεια ζωής του δικτύου. Η χρήση του πρωτοκόλλου συνιστάται σε δίκτυα μικρού μεγέθους όπου η ενεργειακή επίδοσή του είναι πολύ καλή.
- **TORA:** Η εξάρτησή του από ένα υποκείμενο πρωτόκολλο όπως το IMEP που παράγει τόση κίνηση ελέγχου, καθιστά το πρωτόκολλο TORA μη εφαρμόσιμο. Η χαμηλή επίδοσή του επιβεβαιώνεται και από τη βιβλιογραφία, όπου ωστόσο επισημαίνεται ότι η ενεργειακή κατανάλωση στο TORA είναι πολύ μεγαλύτερη

από τα άλλα reactive πρωτόκολλα. Κάτι τέτοιο δεν παρατηρήθηκε στα αποτελέσματα των προσομοιώσεων.

Τέλος, παρατηρήθηκε ότι τα reactive πρωτόκολλα (DSR,AODV,TORA) είναι πιο ευαίσθητα στις μεταβολές της ταχύτητας απ' ότι τα proactive (OLSR).

Σαν γενικό συμπέρασμα μπορούμε να πούμε ότι κανένα πρωτόκολλο δρομολόγησης δεν είναι το ιδανικό. Αυτό εξαρτάται από τις συνθήκες και την τοπολογία του δικτύου.

## 6.4 Μελλοντική εργασία

Μια προσομοίωση των αποτελεσμάτων συμπεριλαμβάνοντας και την ενέργεια που καταναλώνεται στην idle κατάσταση, που αποτελεί περίπου το 50% της συνολικά καταναλούμενης ενέργειας, θα οδηγούσε σε πιο ολοκληρωμένα συμπεράσματα.

Επίσης αντικείμενο προς μελέτη θα μπορούσε να είναι η μελέτη της επίδοσης των πρωτοκόλλων για διαφορετικό τύπο δεδομένων κίνησης από την FTP όπως για παράδειγμα http, e-mail ή πραγματικού χρόνου κίνηση.

Η επίδραση παραμέτρων όπως οι μεταβαλλόμενες διαστάσεις δικτύου, η αλλαγή της ακτίνας κάλυψης των κόμβων (μέσω μεταβολής της ισχύος εκπομπής) και άρα της συνδεσιμότητας του δικτύου, η αλλαγή του χρονικού διαστήματος hello\_interval (μεγαλύτερο/μικρότερο από το χρόνο διαδοχικής άφιξης) για τα reactive πρωτόκολλα βοηθούν στη βαθύτερη κατανόηση της λειτουργίας των πρωτοκόλλων και δημιουργούν μια ξεκάθαρη εικόνα για την επίδοσή τους.

Για την εξαγωγή πιο αξιόπιστων αποτελεσμάτων μπορεί να γίνει η προσομοίωση για ακόμα μεγαλύτερο αριθμό κόμβων και περισσότερες τιμές μέγιστης ταχύτητας και ρυθμού αποστολής, καθώς και για μεταβολή του χρόνου παύσης (pause time). Ενδιαφέρον επίσης παρουσιάζει και η σύγκριση διαφορετικών μοντέλων κινητικότητας για την ενεργειακή αξιολόγηση των πρωτοκόλλων [53].

Τέλος ο υπολογισμός μιας μέσης τιμής αποτελεσμάτων προσομοιώσεων με διαφορετικό παράγοντα τυχαιότητας (seed) θα αποτελούσε μια πιο αξιόπιστη πηγή.

## Βιβλιογραφία

- [1] S. Basagni, M. Conti, S. Giordano, I. Stojmenovic. *Mobile Ad Hoc Networking*, IEEE Press, 2004
- [2] Mohammad Llyas, *The Handbook of Ad Hoc Wireless Networks*, CRC Press, 2003
- [3] Toh, C.K, *Ad Hoc Mobile Wireless Networks: Protocols and Systems*, Prentice Hall, 2002
- [4] James F.Kurose, Keith W.Ross , *Δικτύωση Υπολογιστών : Προσέγγιση από Πάνω προς τα Κάτω*, Τέταρτη Έκδοση, Εκδόσεις Μ.Γκιούρδας, 2008
- [5] Andrew S. Tanenbaum, *Δίκτυα Υπολογιστών*, Τέταρτη Αμερικάνικη Έκδοση, Εκδόσεις Κλειδάριθμος, 2003
- [6] Μιχαήλ Ε. Θεολόγου, *Δίκτυα Κινητών & Προσωπικών Επικοινωνιών*, Εκδόσεις Τζιόλα, 2008
- [7] Σπήλιος Δ. Γιαννούλης, *Σχεδίαση και ανάπτυξη νέου αυτοπροσαρμοζόμενου πρωτοκόλλου δρομολόγησης για ασύρματα δίκτυα αισθητήρων πραγματικού χρόνου*, Διδακτορική Διατριβή, Πανεπιστήμιο Πατρών, 2009
- [8] Χρήστος Χριστόδουλος Τσακίρογλου, *Σχεδίαση και Ανάλυση Επίδοσης Πρωτοκόλλου Δρομολόγησης βάσει Ενεργειακών Κριτηρίων σε Δίκτυα MANET*, Διπλωματική Εργασία, ΕΜΠ, 2011
- [9] Ηλίας Χ. Κατσιγιάννης, *Αρχιτεκτονική αύξησης βιωσιμότητας MANET με βάση ενεργειακούς περιορισμούς*, Διδακτορική Διατριβή , ΕΜΠ, 2010
- [10] Σπυρίδων Ε. Γιαννακάκης, *Μελέτη ανακάλυψης διαδρομής σε δίκτυα MANET με ενεργειακά κριτήρια*, Διπλωματική Εργασία, ΕΜΠ, 2010
- [11] Κωνσταντίνος Χ. Τραγανός, *Μελέτη πρωτοκόλλων ανακάλυψης και παράδοσης υπηρεσίας σε MANETs*, Διπλωματική Εργασία, ΕΜΠ, 2007
- [12] Νικόλαος Β. Πόγκας, *Ανάλυση Σχεδίαση και Ανάπτυξη Ειδικών Ασύρματων Δικτύων Βασισμένων σε Ενσωματωμένα Συστήματα*, Διδακτορική Διατριβή, Πανεπιστήμιο Πατρών, 2005
- [13] Κωνσταντίνος Δ. Μαντζούνης, *Μελέτη και προσομοίωση πρωτοκόλλου πολλαπλής πρόσβασης μέσου διαίρεσης χρόνου σε ασύρματα αδόμητα δίκτυα*, Διπλωματική Εργασία, ΕΜΠ, 2007
- [14] Φάνος Κ. Χριστοφίδης, *Μοντελοποίηση δικτύων 4ης γενιάς σε περιβάλλον εξομοίωσης OPNET*, Διπλωματική Εργασία, ΕΜΠ, 2004

- [15] Ορθόδοξος Κηπουρίδης, *Δρομολόγηση πακέτων σε ασύρματα δίκτυα ad-hoc με κριτήρια εξασφάλισης ποιότητας επικοινωνίας και ελέγχου ενεργειακής κατανάλωσης*, Διπλωματική Εργασία, ΑΠΘ, 2009
- [16] Κωνσταντίνος Κανονάκης, *Δίκτυα συγκέντρωσης κίνησης με υποστήριξη ποιότητας υπηρεσίας (QoS) - Μελέτη με χρήση του εξομοιωτή OPNET*, Διπλωματική Εργασία, ΕΜΠ, 2004
- [17] Μαρία Χ. Κουτσογιαννάκη, *Ανάπτυξη διαδρομής για την βελτιστοποίηση αλγορίθμων δρομολόγησης σε κινητά ad-hoc δίκτυα με QoS*, Διπλωματική Εργασία, ΕΜΠ, 2007
- [18] Γεώργιος Αρσλάνογλου, *Ανάπτυξη λογισμικού προσομοίωσης ασύρματων δικτύων τύπου manet (Mobile Ad-Hoc Networks) - Ανάλυση πρωτοκόλλων δρομολόγησης*, ΑΠΘ, 2007
- [19] Χριστίνα Αθανασιάδου, *Κινητά κατά περίπτωση Δίκτυα*, Πανεπιστήμιο Μακεδονίας, 2009
- [20] Χρήστος Γ. Αργυρόπουλος, *Μελέτη και Ανάλυση Επίδοσης Πρωτοκόλλων Πρόσβασης Μέσου Ασύρματων Μητροπολιτικών Δικτύων (WMAN)*, Διπλωματική Εργασία, Πανεπιστήμιο Πατρών, 2008
- [21] Φωτεινή Γ. Ανδριοπούλου, *Μελέτη Αρχιτεκτονικής Υπηρεσιών – QoS Πάνω Σε Τηλεπικοινωνιακά Δίκτυα Νέας Γενιάς (Ngn) (Με Χρήση Εξομοιωτή Ornet)*, Διπλωματική Εργασία, Πανεπιστήμιο Πατρών, 2009
- [22] Ram Ramanathan, Jason Redi, *A brief overview of ad hoc networks : Challenges and Directions*, *IEEE Communications Magazine*, vol.40, no 5, pp. 20-22, May 2002
- [23] Jeroen Hoebeke, Ingrid Moerman, Bart Dhoedt, Piet Demeester, *An overview of Mobile Ad-Hoc Networks : Applications and Challenges*, *Journal of the Communications Network*, Vol. 3 (July 2004), pp. 60-66
- [24] Giuseppe Bianchi, *Performance Analysis of the IEEE 802.11 Distributed Coordination Function*, *IEEE Journal On Selected Areas In Communications*, Vol. 18, No. 3, March 2000
- [25] Juan-Carlos Cano, Pietro Manzoni, *A Performance Comparison of Energy Consumption for Mobile Ad Hoc Network Routing Protocols*, *Proceedings of the 8th International Symposium on Modeling, Analysis and Simulation of Computer and Telecommunication Systems*, 2000, pages 57 –64

- [26] Dang Nguyen, Pascale Minet, *Scalability of the OLSR Protocol with the Fish Eye Extension*, icn, pp.88, Sixth International Conference on Networking (ICN'07), 2007
- [27] Lei Guo , Yuhuai Peng , Xingwei Wang, Dingde Jiang , Yinpeng Yu, *Performance evaluation for on-demand routing protocols based on OPNET modules in wireless mesh networks*, Journal of Computers and Electrical Engineering, Volume 37 ,Issue 1, January, 2011
- [28] Dhiraj Nitnaware, Ajay Verma, *Energy Evaluation of Proactive and Reactive Protocol for MANET under ON/OFF Source Traffic*, Proceeding of ACM International Conference on Advances in Computing, Communication and Control (ICAC3-2009), pp 451-455, Fr. Conceicao Rodrigues College of Engg.Bandra, Mumbai, January 23-24, 2009.
- [29] Dhiraj Nitnaware, Ajay Verma, “Energy Evaluation of Two On Demand Routing Protocol Under Stochastic Traffic”, *Proceeding of IEEE International Conference on Control, Communication and Automation (INDICON-2008)*,pp 183-187, IIT Kanpur, December 11-13, 2008.
- [30] Marcelo M. Carvalho, Cintia B. Margi, Katia Obraczka J. J. Garcia-Luna-Aceves *Modeling Energy Consumption in Single-Hop IEEE 802.11 Ad Hoc Networks*, 2004
- [31] Laura Marie Feeney, Martin Nilsson. *Investigating the energy consumption of a wireless network interface in an ad hoc networking environment*, in Proceedings of IEEE Infocom, April 2001.
- [32] Laura Marie Feeney, *An energy-consumption model for performance analysis of routing protocols for mobile ad hoc networks*, Journal of Mobile Networks and Applications (MONET), vol.6, no.3, pp. 239–250, June 2001
- [33] A. Safwat, H. Hassanein, H. Mouftah, *Energy-Aware Routing in MANETs: Analysis and Enhancement*, Proceedings of The Fifth ACM International Workshop on Modeling, Analysis and Simulation of Wireless and Mobile Systems (MSWiM 2002) in conjunction with the ACM Mobile Computing and Networking Conference, Atlanta, Georgia, USA, September 2002, pages 46-53
- [34] Md Nazmul Islam Khan, Rashed Ahmed, *Simulation Based Performance Evaluation of Routing Protocols and TCP Variants in Mobile Ad-hoc Networks*, Blekinge Institute of Technology

- [35] Anuj K. Gupta, Dr. Harsh Sadawarti, Dr. Anil K. Verma, *Performance Analysis of AODV, DSR & TORA Routing Protocols*, IACSIT International Journal of Engineering and Technology, Vol.2, No.2, April 2010, ISSN: 1793-8236
- [36] Agustin Zaballos, Alex Vallejo, Guiomar Corral, Jaume Abella, *AdHoc Routing Performance study using OPNET Modeler*, OPNETWORK, 2006
- [37] C. Mbarushimana, A. Shahrabi, *Comparative Study of Reactive and Proactive Routing Protocols Performance in Mobile Ad Hoc Networks*, ainaw, vol. 2, pp.679-684, 21st International Conference on Advanced Information Networking and Applications Workshops (AINAW'07), 2007
- [38] Aleksander Huhtonen, *Comparing AODV and OLSR Routing Protocols*, Helsinki University of Technology. Sjökuulla, 2004
- [39] Singh Annapurna, Mishra Shailendra, *Performance Analysis of Reactive Routing Protocols in Mobile Ad hoc Networks*, International Journal of Computer Science and Network Security, VOL.10 No.8, pp. 141-145, August 2010
- [40] Gowrishankar S., Basavaraju T.G., SubirKumarSarkar, *Mobility Based Energy Analysis of Five Mobility Models in MANET Using Five Routing Protocols*, IJCSNS International Journal of Computer Science and Network Security, May 2010, Vol.10, No.5: 64 – 72.
- [41] IEEE Std 802.11-2007: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications (2007 revision). IEEE-SA, 12 June 2007
- [42] C. Perkins, E. Belding-Royer, S. Das, *Ad hoc On-Demand Distance Vector (AODV) Routing*, IETF MANET Working Group RFC-3561, July 2003
- [43] D. Johnson, Y. Hu, D. Maltz, *The Dynamic Source Routing Protocol (DSR) for Mobile Ad Hoc Networks for IPv4*, IETF MANET Working Group RFC-4728, February 2007
- [44] T. Clausen, P. Jacquet, *Optimized Link State Routing Protocol (OLSR)*, IETF MANET Working Group RFC-3626, October 2003
- [45] V. Park, S. Corson, *Temporally-ordered routing algorithm (TORA) Routing*IETF, Internet Draft, draft-ietf-manet-tora-spec-04.txt, RFC 2026, July 2001
- [46] Yasser S. Gadallah, *PIES: Protocol Independent Energy Saving Technique for Mobile Ad Hoc Networks*, Ottawa-Carleton Institute for Electrical Engineering, 2005

- [47] Petr Jurcik, Anis Koubaa. *The IEEE 802.15.4 OPNET Simulation Model: Reference Guide v2.0* IPP-HURRAY Technical Report, HURRAY-TR-070509, May 2007
- [48] D.Maltz et Al., *The Effects of On-demand Behavior in Routing Protocols for Multihop Wireless Ad Hoc Networks*, Proc. IEEE/ACM MOBICOM '98, Oct.1998, pp. 85-97
- [49] Stefano Zanolli, *Basic Functions to Implement an Ad-hoc Network in a Narrow Bandwidth Radio System*, Chalmers University of Technology, Politecnico di Torino.
- [50] Zygmunt J. Haas, Jing Deng, Ben Liang, Panagiotis Papadimitratos, S. Sajama, *Wireless Ad Hoc Networks*, Cornell University, School of Electrical and Computer Engineering, 323 Rhodes Hall.
- [51] J. Broch, D.A. Maltz, D.B. Johnson, Y.C. Hu, and J. Jetcheva, *A performance comparison of multi-hop wireless ad hoc network routing protocols*, Proc. ACM/IEEE MOBICOM '98, Oct. 1998, pp. 85-97.
- [52] Jun Liu, *Understanding the Impact of Mobility to the Performance of the IEEE 802.11 DCF*, Computer Science Department, University of North Dakota,2006
- [53] Bor-rong Chen, C.Hwa Chang, *Mobility impact on Energy Conservation of Ad hoc Routing Protocols*, Proc. International Conference on Advances in Infrastructure for Electronic Business, Education, Science, Medicine, and Mobile Technologies on the Internet (SSGRR '03), July 2003
- [54] S. R. Das, C. E. Perkins, E. M. Royer, *Performance Comparison of Two On demand Routing Protocols for Ad Hoc Networks*, IEEE Personal Communications, Feb. 2001, pp. 16-28.
- [55] V. Kanakaris, D. Ndzi, D. Azzi, *Ad-hoc Networks Energy Consumption: A review of the Ad-Hoc Routing Protocols*, Journal of Engineering Science and Technology Review, Vol. 3, July 2010, ISSN:1791-2377, pp. 162-167
- [56] M.M Carvalho, J.J Garcia-Luna-Aceves , *Delay Analysis of IEEE 802.11 in single-hop networks*, in Proc. Of the 11<sup>th</sup> IEEE International Conference on Network Protocols (ICNP), Atlanta, USA , Novempber 2003
- [57] OPNET Technologies, [www.opnet.com](http://www.opnet.com)





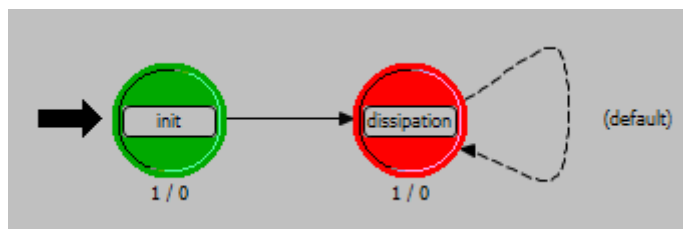
## Παράρτημα: Κώδικας

Παρακάτω δίνεται ο κώδικας για την υλοποίηση του στοιχείου Battery καθώς και οι τροποποιήσεις που έγιναν στο στοιχείο wireless\_lan\_mac [8]. Το στοιχείο της μπαταρίας υλοποιήθηκε με βάση το αντίστοιχο στοιχείο που υπάρχει ενσωματωμένο για το πρότυπο IEEE 802.15.4 και αναλύεται στην αναφορά [47].

### A.1 Κώδικας διεργασίας my\_wlan\_battery\_process

Κώδικας εισόδου της κατάστασης init: my\_wlan\_battery\_init();

Κώδικας εισόδου της κατάστασης dissipation: my\_wlan\_battery\_update();



*Το μοντέλο διεργασίας του στοιχείου Battery*

#### Header Block

```
#include <string.h>
/* Codes for remote self interrupts */

#define PACKET_TX_CODE 101
#define PACKET_RX_CODE 102

/* Special attribute values */
#define milli 0.001

/* Structures */
typedef struct {

    Objid    own_id;
    Objid    parent_id;
    double   power_supply;           // in Volt
    double   initial_energy;        // in Joule
    double   current_rx_mA;
    double   current_tx_mA;
    double   current_idle_mA;
    double   current_sleep_mA;

    double   power_tx;               // in Watts
```

```

        double    power_rx;
        double    power_idle;

        Boolean idle_mode;
// idle mode consumption can be turned on/off
        int        idle_interval;
// depends on initial energy & accuracy level
        Boolean idle_interval_change;
// flag to indicate interval change, happens only once

        double    current_energy;           // in Joule
        double    failure_time;

} my_wlan_battery_attributes;

typedef struct {

        Stathandle remaining_energy;
        Stathandle consumed_energy;

} my_wlan_battery_statistics;

typedef struct {

        Stathandle consumed_energy;
        Stathandle remaining_energy;
        Stathandle fail_nodes;
        Stathandle average_remaining_energy;

} my_wlan_global_battery_statistics;

/* Function prototypes */
static void my_wlan_battery_init (void);
static void my_wlan_battery_update (void);
static void battery_update_statistics(double, char[16]);
static int my_wlan_num_nodes(void);

/* Global Variables */
double global_consumed_energy;
double global_remaining_energy;
Boolean global_first_node_to_init = OPC_TRUE;
int global_fail_nodes;

```

## Function Block

```
static void my_wlan_battery_init() {

// The global variables are declared in the Header Block
    int num_nodes;

    FIN (my_wlan_battery_init);
//stack tracing entry/exit points

    // get the ID of this module
    battery.own_id = op_id_self ();

    // get the ID of the node
    battery.parent_id = op_topo_parent (battery.own_id);

    // get the attributes
    op_ima_obj_attr_get (battery.own_id, "Power Supply",
&battery.power_supply);
    op_ima_obj_attr_get (battery.own_id, "Initial
Energy", &battery.initial_energy);

    op_ima_obj_attr_get (battery.own_id, "Current Rx",
&battery.current_rx_mA);
    op_ima_obj_attr_get (battery.own_id, "Current Tx",
&battery.current_tx_mA);
    op_ima_obj_attr_get (battery.own_id, "Current Idle",
&battery.current_idle_mA);
    op_ima_obj_attr_get (battery.own_id, "Current
Sleep", &battery.current_sleep_mA);

    op_ima_obj_attr_get (battery.own_id, "Idle Mode",
&battery.idle_mode);
    op_ima_obj_attr_get (battery.own_id, "Idle
Interval", &battery.idle_interval);

    op_ima_obj_attr_get (battery.own_id, "Battery Log",
&battery_log);

    battery.current_energy = battery.initial_energy;
    manet_api_current_energy = battery.current_energy;
    // manet API

    // register the statistics that will be maintained
// by this model
    statistics.remaining_energy = op_stat_reg
("Battery.Remaining Energy (Joule)", OPC_STAT_INDEX_NONE,
OPC_STAT_LOCAL);
```

```

        statistics.consumed_energy      = op_stat_reg
("Battery.Consumed Energy (Joule)", OPC_STAT_INDEX_NONE,
OPC_STAT_LOCAL);
        statisticsG.remaining_energy = op_stat_reg
("Battery.Remaining Energy (Joule)", OPC_STAT_INDEX_NONE,
OPC_STAT_GLOBAL);
        statisticsG.consumed_energy    = op_stat_reg
("Battery.Consumed Energy (Joule)", OPC_STAT_INDEX_NONE,
OPC_STAT_GLOBAL);
        statisticsG.fail_nodes         = op_stat_reg
("Battery.Failed Nodes", OPC_STAT_INDEX_NONE,
OPC_STAT_GLOBAL);
        statisticsG.average_remaining_energy = op_stat_reg
("Battery.Average Remaining Energy", OPC_STAT_INDEX_NONE,
OPC_STAT_GLOBAL);

        // write the values to the local registered handles
        op_stat_write(statistics.remaining_energy,battery.cu
rrent_energy);
        op_stat_write(statistics.consumed_energy,0.0);

        // Global variables
        // global variables are initialized only once, by
//the first node to initialize
        if (global_first_node_to_init) {
            num_nodes = my_wlan_num_nodes();
            global_remaining_energy =
num_nodes*battery.initial_energy; //all nodes have the
same initial battery
            global_consumed_energy = 0;
            global_fail_nodes = 0;

// write the values to the global registered handles
            op_stat_write(statisticsG.consumed_energy,
global_consumed_energy);
            op_stat_write(statisticsG.remaining_energy,
global_remaining_energy);
            op_stat_write(statisticsG.fail_nodes,
global_fail_nodes);

            // initialize failed_nodes file (overwrite mode)
            failed_nodes =
fopen("C:\\opnet_logs\\failed_nodes.txt","w");
            fprintf(failed_nodes,"New Simulation - PC time
= %lf\n\n",time(NULL));
            fclose(failed_nodes);

            global_first_node_to_init = OPC_FALSE;
        }

```

```

// Idle Mode //
// if idle mode is on, interrupt every idle_interval
//seconds in order to update the idle consumed energy
// else, no self interrupts are invoked
// idle mode consumes all the time, so Rx/Tx
//consumption must be the difference between idle & Rx/Tx
// energy
// so we subtract idle current from Rx/Tx current
    if (battery.idle_mode == OPC_TRUE) {
        battery.idle_interval_change = OPC_TRUE;
        battery.current_tx_mA -=
battery.current_idle_mA;
        battery.current_rx_mA -=
battery.current_idle_mA;
        op_intrpt_schedule_self(op_sim_time() +
battery.idle_interval, OPC_NIL);
    }

    // initializations and calculations
    battery.failure_time = -1;
    battery.power_tx = battery.current_tx_mA * milli *
battery.power_supply;
    battery.power_rx = battery.current_rx_mA * milli *
battery.power_supply;
    battery.power_idle = battery.current_idle_mA * milli
* battery.power_supply;

    FOUT;
}

static void my_wlan_battery_update() {

    Ici * iciptr;
    double pksize;
    double wlan_data_rate;
    //double packet_time;

    double consumed_energy;

    char node_name[16];

    FIN(my_wlan_battery_update);

    //get the ID of this module
    battery.own_id = op_id_self ();

    //get the ID of the node
    battery.parent_id = op_topo_parent (battery.own_id);

```

```

        //get the name of the node
        op_ima_obj_attr_get (battery.parent_id, "name",
&node_name);

        if (battery_log == OPC_TRUE)
            log =
fopen("C:\\opnet_logs\\log_battery.txt","a"); //print

        // Remote interrupts indicate Rx/Tx
        if (op_intrpt_type() == OPC_INTRPT_REMOTE) {

            // get the ICI information associated to the
remote interrupt
            iciptr = op_intrpt_ici();
            op_ici_attr_get(iciptr, "Packet Size",
&pksize);
            op_ici_attr_get(iciptr, "Data Rate",
&wlan_data_rate);
            op_ici_destroy(iciptr);

            // This is either Rx or Tx time of the packet

            switch (op_intrpt_code()) {

                case PACKET_TX_CODE : {
// compute the consumed energy when transmitting a packet
                    consumed_energy = pksize *
battery.power_tx/wlan_data_rate;

                    if (battery_log == OPC_TRUE)
                        {
                            fprintf(log,"Tx - %s - pksize =
%lf\t",node_name,pksize);
                            fprintf(log,"Consumed energy due
to Transmission = %lf\t\n",consumed_energy);
                        }

                    break;

                }

                case PACKET_RX_CODE : {

                    // compute the consumed energy when
receiving a packet
                    consumed_energy = pksize *
battery.power_rx/wlan_data_rate;

                    if (battery_log == OPC_TRUE)

```

```

        {
            fprintf(log,"Rx - %s - pksize =
%lf\t",node_name,pksize);
            fprintf(log,"Consumed energy due
to Reception = %lf\t\n",consumed_energy);
        }

        break;
    }

    default : {
        if (battery_log == OPC_TRUE)
            fprintf(log,"\n\nERROR error in
Remote Interrupt Code!!!! (this is the default
case)\n\n");
        break;
    }
}

battery_update_statistics(consumed_energy,node_name)
;

}

// Self interrupts indicate Idle consumption update
else if (op_intrpt_type() == OPC_INTRPT_SELF) {

    // update the consumed energy with the one of
in idle state
    consumed_energy = battery.idle_interval *
battery.power_idle;

    if (battery_log == OPC_TRUE)
        fprintf(log,"Idle Consumption =
%lf\n",consumed_energy);

    battery_update_statistics(consumed_energy,node_name)
;

    // change the interval if battery is close to
its end (once it's below 10%)
    if ((battery.current_energy <
0.1*battery.initial_energy) &&
(battery.idle_interval_change == OPC_TRUE)) {
        while (battery.idle_interval/2 >= 1)
            battery.idle_interval /= 2;
        // interval must be at least 1 sec
        battery.idle_interval_change =
OPC_FALSE;

```

```

        failed_nodes =
fopen("C:\\opnet_logs\\failed_nodes.txt","a");
        fprintf(failed_nodes,"Node \"%s\"
changed its idle_interval to:\t
%d\n",node_name,battery.idle_interval);
        fclose(failed_nodes);

    }

// interrupt every IDLE_INTERVAL seconds in order to
update the idle consumed energy
    op_intrpt_schedule_self(op_sim_time() +
battery.idle_interval, OPC_NIL);
}

    if (battery_log == OPC_TRUE)
        fclose(log);

    FOUT;
}

static void battery_update_statistics(double
last_consumed_energy,char nodename[16]) {

    double residue;
    int num_nodes;

    FIN
(battery_update_statistics(last_consumed_energy,nodename)
);

    // check if node has just failed
    if ((battery.current_energy - last_consumed_energy)
<= 0) {

        residue = last_consumed_energy -
battery.current_energy; // extra energy
"consumed" after node's failure, used below
        last_consumed_energy = battery.current_energy;
// cannot consume more energy than available
        battery.current_energy = 0;
        manet_api_current_energy =
battery.current_energy; // manet

        op_ima_obj_attr_set (battery.parent_id,
"condition", OPC_BOOLINT_DISABLED); //fail the node

```



```

        // The real node failure time is not used for
energy updates, so as not to mess the global battery
statistics
        battery.failure_time = op_sim_time() -
(residue/(battery.current_idle_mA * milli *
battery.power_supply)); // real node failure time
        global_fail_nodes++;
        op_stat_write_t(statisticsG.fail_nodes,
global_fail_nodes, battery.failure_time);

        // update log of nodes that fail
        failed_nodes =
fopen("C:\\opnet_logs\\failed_nodes.txt","a");
        fprintf(failed_nodes,"Node \"%s\" failed at
time :\t %lf\n",nodename,battery.failure_time);
        fprintf(failed_nodes,"Current Time =
%lf,\tResidue = %lf,\tFailed_Nodes =
%d\n\n",op_sim_time(),residue,global_fail_nodes);
        fclose(failed_nodes);
    }
    // else, node is still up
    else {
        battery.current_energy -= last_consumed_energy;
        manet_api_current_energy =
battery.current_energy; // manet
    }

    // Update the local statistics
    op_stat_write(statistics.remaining_energy,
battery.current_energy);
    op_stat_write(statistics.consumed_energy,
battery.initial_energy-battery.current_energy);

    // update the global statistics
    global_consumed_energy += last_consumed_energy;
    global_remaining_energy -= last_consumed_energy;
    op_stat_write(statisticsG.consumed_energy,
global_consumed_energy);
    op_stat_write(statisticsG.remaining_energy,
global_remaining_energy);

    //num_nodes = op_topo_object_count
(OPC_OBJTYPE_NODE_FIX)+op_topo_object_count(OPC_OBJTYPE_N
ODE_MOB)+op_topo_object_count(OPC_OBJTYPE_NODE_SAT);
    num_nodes = my_wlan_num_nodes();
    op_stat_write(statisticsG.average_remaining_energy,
global_remaining_energy/num_nodes);

    FOUT;
}

```

```

static int my_wlan_num_nodes(void) {

    int        num_objects = 0;
    int        num_nodes = 0;
    int        i;

    char        node_model[40], temp_node_model[40];
    Objid      obj_id;

    FIN (my_wlan_num_nodes (void));

    // if the Nodes are Mobile, then the number of
    //Mobile Objects is equal to the number of Mobile Nodes
    // if the Nodes are Fixed, then the number of Fixed
    //Objects may not be equal to the number of Fixed Nodes
    // because the models like Rx Config and Mobility
    //Config also are considered as Fixed Objects.
    // We have to find how many Fixed Nodes there are.

    num_objects = op_topo_object_count
(OPC_OBJTYPE_NODE_MOB);

    if (num_objects > 0) {

        num_nodes = num_objects;
    }

    else {

        op_ima_obj_attr_get (battery.parent_id,
"model", &node_model);

        num_objects = op_topo_object_count
(OPC_OBJTYPE_NODE_FIX);

        for (i = 0; i < num_objects; i++) {
            obj_id = op_topo_object
(OPC_OBJTYPE_NODE_FIX, i);
            op_ima_obj_attr_get (obj_id, "model",
&temp_node_model);
            if (strcmp (node_model, temp_node_model)
== 0)
                num_nodes++;
        }
    }

    FRET (num_nodes);
}

```

## A.2 Κώδικας διεργασίας my\_wlan\_dispatch

Κώδικας εισόδου της κατάστασης spawn:

```
/* Find out whether the surrounding WLAN MAC module */
/* supports Hybrid Coordination Function (HCF), */
/* specified in the IEEE 802.11e standard. Access the */
/* WLAN configuration attribute. */

op_ima_obj_attr_get (op_id_self (), "Wireless LAN
Parameters", &comp_attr_objid);
comp_attr_row_objid = op_topo_child (comp_attr_objid,
OPC_OBJTYPE_GENERIC, 0);

/* Read the value of the corresponding attribute under */
/* HCF Parameters. */

op_ima_obj_attr_get (comp_attr_row_objid, "HCF
Parameters", &comp_attr_objid);
comp_attr_row_objid = op_topo_child (comp_attr_objid,
OPC_OBJTYPE_GENERIC, 0);
op_ima_obj_attr_get (comp_attr_row_objid, "Status",
&hcf_support_int);

/* Create the appropriate MAC process model. */
mac_prohandle = (hcf_support_int == OPC_BOOLINT_ENABLED)
?
    op_pro_create ("wlan_mac_hcf",
OPC_NIL) :
    op_pro_create ("akis_wlan_mac",
OPC_NIL); //dcf
/* akis: MANET are DCF by default - no need to change HCF
operation */

/* Make the child process the recipient of the */
/* interrupts of the module. */
op_intrpt_type_register (OPC_INTRPT_STRM,
mac_prohandle);
op_intrpt_type_register (OPC_INTRPT_STAT,
mac_prohandle);
op_intrpt_type_register (OPC_INTRPT_REMOTE,
mac_prohandle);

/* Spawn the MAC child process. */
op_pro_invoke (mac_prohandle, OPC_NIL);
```

### A.3 Κώδικας διεργασίας my\_wlan\_mac

Οι ακόλουθες προσθήκες έγιναν στο Header Block της διεργασίας:

```
/* Codes for remote self interrupts      */
/* The same values should be in the
my_wlan_battery_process Module for remote process */

#define PACKET_TX_CODE 101
#define PACKET_RX_CODE 102

// battery update functions
static void my_wlan_battery_update_tx (double pksize,
double data_rate);
static void my_wlan_battery_update_rx (double pksize,
double data_rate);
```

Στο Function Block της διεργασίας έγιναν οι ακόλουθες προσθήκες:

```
// pksize - size of sent packet [bits]
// data_rate - data rate the packet was sent with [bps]

static void my_wlan_battery_update_tx (double pksize,
double data_rate) {

    Ici * iciptr;

    FIN (my_wlan_battery_update_tx(pksize,data_rate));

    iciptr = op_ici_create
("my_wlan_battery_ici_format"); //create ICI
    op_ici_attr_set (iciptr, "Packet Size", pksize);
    op_ici_attr_set (iciptr, "Data Rate", data_rate);
    op_ici_install (iciptr); //ICI is automatically
associated with outgoing interrupts scheduled by the
invoking process.
    op_intrpt_schedule_remote (op_sim_time(),
PACKET_TX_CODE, my_battery);
    op_ici_install (OPC_NIL); // An ICI remains
installed until another takes its place.

    FOUT;
}

// Input : pksize - size of received packet
//data_rate - data rate the packet was sent with [bps]
```

```

static void my_wlan_battery_update_rx (double pksize,
double data_rate) {

    Ici * iciptr;

    FIN (my_wlan_battery_update_rx(pksize,data_rate));

    iciptr = op_ici_create("my_wlan_battery_ici_format");
    op_ici_attr_set (iciptr, "Packet Size", pksize);
    op_ici_attr_set (iciptr, "Data Rate", data_rate);
    op_ici_install (iciptr);
    op_intrpt_schedule_remote (op_sim_time(),
PACKET_RX_CODE, my_battery);
    op_ici_install (OPC_NIL);

    FOUT;
}

```

Στη συνάρτηση wlan\_mac\_sv\_init προστέθηκε η γραμμή:

```

/ get the battery process object ID*/
    my_battery = op_id_from_name (my_node_objid,
OPC_OBJTYPE_PROC, "Battery");

```

Στη συνάρτηση wlan\_prepare\_frame\_to\_send προστέθηκε η γραμμή:

```

my_wlan_battery_update_tx (total_pk_size, tx_data_rate);

```

Στη συνάρτηση wlan\_physical\_layer\_data\_arrival προστέθηκε η

γραμμή:

```

my_wlan_battery_update_rx (rcvd_pk_size,
rcvd_frame_drate);

```