ΠΑΝΕΠΙΣΤΗΜΙΟ ΠΑΤΡΩΝ
ΠΟΛΥΤΕΧΝΙΚΗ ΣΧΟΛΗ
ΤΜΗΜΑ ΜΗΧΑΝΙΚΩΝ Η/Υ ΚΑΙ ΠΛΗΡΟΦΟΡΙΚΗΣ

Χρήστος ΠΑΠΑΓΕΩΡΓΙΟΥ

Διδακτορική διατριβή

Δρομολόγηση με βάση πολλαπλά κόστη σε ασύρματα αδόμητα δίκτυα

Επιβλέπων Καθηγητής: Εμμανουήλ ΒΑΡΒΑΡΙΓΟΣ

Μέλη τριμελούς επιτροπής : Κωνσταντίνος ΜΠΕΡΜΠΕΡΙΔΗΣ
Σωτήρης ΝΙΚΟΛΕΤΣΕΑΣ
Μέλη επταμελούς επιτροπής : Χρήστος ΚΑΚΛΑΜΑΝΗΣ
Παναγιώτης ΤΡΙΑΝΤΑΦΥΛΛΟΥ
Κυριάκος ΒΛΑΧΟΣ
Ηρακλής ΑΒΡΑΜΟΠΟΥΛΟΣ

Νοέμβριος 2008

Στον γιο μου, τον Αχιλλέα

Ευχαριστίες

Εδώ θα ήθελα να ευχαριστήσω τον Καθηγητή κ. Μάνο Βαρβαρίγο που μου έδωσε την ευκαιρία να αποτελέσω μέλος του Εργαστηρίου Δικτύων Επικοινωνιών και να συνεργαστώ μαζί του για την εκπόνηση της παρούσας διδακτορικής διατριβής. Του οφείλω ευγνωμοσύνη για την άψογη επιστημονική του καθοδήγηση, η οποία πιστεύω ότι θα με ακολουθεί σε όλη την από εδώ και πέρα πορεία μου.

Πολύ σημαντική ήταν και η συνεργασία με τα υπόλοιπα παιδιά του Εργαστηρίου και πάνω από όλα με τους συγκάτοικους στο γραφείο: τον Παναγιώτη Κόκκινο και τον Κώστα Χριστοδουλόπουλο. Ειδικά ο Παναγιώτης συνέβαλε καθοριστικά παρότι λέει ότι δεν έκανε τίποτα.

Βέβαια, τίποτα μα τίποτα δεν θα ήταν δυνατόν χωρίς την απεριόριστη στήριξη της οικογένειάς μου: των αδερφιών μου, Μιχάλη, Έφης και Μαρίας, που χωρίς ίσως να το ξέρουν αποτελούν για μένα πάντα ένα στήριγμα, αλλά και πάνω από όλα της μητέρας μου, Βάσως, στην οποία χρωστάω τα πάντα.

Τέλος, δεν θα μπορούσα να παραλείψω την Jeannette που αποτέλεσε την έμπνευση μου για αυτήν την περιπέτεια και κατά τη διάρκεια της μας χάρισε και τον γιο μας, Αχιλλέα, στον οποίο και αφιερώνω την διατριβή αυτή.

Με το όνειρο αυτός να καταφέρει πολλά περισσότερα και την ελπίδα μεγαλώνοντας να είναι περήφανος για εμένα. Σε σένα Αχιλλέα.

Περίληψη

Μέχρι σήμερα η μεγάλη πλειοψηφία των ερευνητικών εργασιών πάνω στη δρομολόγηση στα ασύρματα ad hoc δίκτυα (και όχι μόνο) λαμβάνει ως κριτήριο ένα μοναδιαίο μέγεθος για κάθε σύνδεσμο του δικτύου, το οποίο αναπαριστά το κόστος της μετάδοσης πάνω στον συγκεκριμένο σύνδεσμο. Έτσι, οι αλγόριθμοι δρομολόγησης που έχουν προταθεί επιλέγουν κάθε φορά τη διαδρομή εκείνη που εμφανίζει το ελάχιστο κόστος, όπου το κόστος μιας διαδρομής προκύπτει αθροίζοντας τα κόστη των συνδέσμων που την απαρτίζουν. Η πιο συνήθης πρακτική είναι το κόστος μιας διαδρομής να θεωρείται το πλήθος των συνδέσμων που την αποτελούν, οδηγώντας έτσι σε δρομολόγηση ελάχιστου μήκους διαδρομής (minimum hop count). Αυτή η φιλοσοφία δρομολόγησης έχει κάποια εγγενή μειονεκτήματα με κυριότερα την αδυναμία εξατομικευμένου χειρισμού των συνόδων (sessions) ανάλογα με τα επίπεδα Ποιότητας Υπηρεσίας της καθεμιάς και τα φαινόμενα παλινδρόμησης (oscillations) των αποφάσεων δρομολόγησης.

Στη δρομολόγηση με βάση πολλαπλά κριτήρια, η οποία μέχρι σήμερα δεν έχει εξεταστεί σε σημαντικό βαθμό, η βασική ιδέα είναι ότι αντί για ένα μοναδιαίο κόστος σε κάθε σύνδεσμο ανατίθεται ένα διάνυσμα από παραμέτρους-κόστη με βάση το οποίο προκύπτει και ένα αντίστοιχο διάνυσμα για κάθε μονοπάτι. Για κάθε ζευγάρι κόμβων αποστολέα-παραλήπτη γίνεται καταρχήν η εύρεση όλων των υποψήφιων για χρήση μονοπατιών. Τα υποψήφια μονοπάτια, που λαμβάνονται υπόψη κατά τη διαδικασία επιλογής, έχουν την ιδιότητα να είναι μη-κυριαρχημένα μεταξύ τους. Ένα μονοπάτι p_1 θεωρείται ότι κυριαρχείται από ένα άλλο μονοπάτι p_2 , αν το p_2 υπερέχει του p_1 σε όλες τις παραμέτρους που παίρνουν μέρος στον αλγόριθμο. Τα μονοπάτια που κυριαρχούνται από κάποιο άλλο απορρίπτονται και δεν συμμετέχουν στον αλγόριθμο. Στη συνέχεια εφαρμόζεται στο σύνολο των μη-κυριαρχημένων μονοπατιών μια συνάρτηση που συνδυάζοντας τις συνιστώσες του κάθε διανύσματος παράγει το κόστος χρήσης κάθε μονοπατιού και έτσι το μονοπάτι με το ελάχιστο κόστος επιλέγεται για χρήση.

Στα πλαίσια της εργασίας, καταρχήν μελετήθηκε ο αλγόριθμος δρομολόγησης με πολλαπλά κόστη χρησιμοποιώντας παραμέτρους-κόστη σχετικές με την ενέργεια, μιας και η καλύτερη διαχείρισή της αποτελεί, λόγω της φύσης τους, κεντρικό ζήτημα στα ασύρματα ad hoc δίκτυα. Οι παράμετροι-κόστη που χρησιμοποιήθηκαν είναι η τρέχουσα διαθέσιμη ενέργεια στους κόμβους και η ισχύς μετάδοσής τους. Το πρόβλημα στο οποίο εστίασαμε σε αυτή τη φάση ήταν το πρόβλημα της εκκένωσης ενός σταθερού αριθμού πακέτων με τα οποία ξεκινούν οι κόμβοι του δικτύου. Τα αποτελέσματα των προσομοιώσεων έδειξαν ότι ο αλγόριθμος δρομολόγησης με πολλαπλά κόστη, σε σχέση με τον αλγόριθμο δρομολόγησης ελάχιστου μήκους διαδρομής, κατανέμει πιο ομοιόμορφα την κίνηση στο δίκτυο, επιμηκύνει τον χρόνο ζωής του δικτύου και αυξάνει το ποσοστό των παραδιδόμενων πακέτων.

Στη συνέχεια ο αλγόριθμος δρομολόγησης με πολλαπλά κόστη εφαρμόστηκε στο πρόβλημα του άπειρου ορίζοντα, όπου ο χρόνος είναι χωρισμένος σε σχισμές και σε κάθε σχισμή κάθε κόμβος στέλνει ένα πακέτο με πιθανότητα p ενώ επαναφορτίζεται με ένα σταθερό ποσό ενέργειας. Οι παράμετροι-κόστη ήταν, όπως και πριν, η

τρέχουσα διαθέσιμη ενέργεια στους κόμβους και η ισχύς μετάδοσής τους. Τα πειράματα έδειξαν ότι ο αλγόριθμος δρομολόγησης με πολλαπλά κόστη επιτυγχάνει μεγαλύτερη ρυθμοαπόδοση (throughput), που μπορεί το δίκτυο να υποστηρίξει κάτω από τους περιορισμούς χωρητικότητας και ενέργειας που έχει, μεγαλύτερο αριθμό παραδιδόμενων πακέτων και μικρότερη μέση καθυστέρηση παράδοσής τους, σε σύγκριση με τον αλγόριθμο δρομολόγησης ελάχιστου μήκους διαδρομής.

Επεκτείνοντας το σύνολο των παραμέτρων που ο αλγόριθμος δρομολόγησης με πολλαπλά κόστη λαμβάνει υπόψη του, προστέθηκε σε αυτές η παρεμβολή που δημιουργείται από τη μετάδοση πάνω σε ένα σύνδεσμο. Σκοπός ήταν με αυτόν τον τρόπο να αποφεύγει ο αλγόριθμος διαδρομές που περνούν από πυκνά τμήματα του δικτύου έτσι ώστε να μειωθούν οι συγκρούσεις μεταξύ πακέτων και οι επιπτώσεις που αυτές έχουν (επαναλήψεις μεταδόσεων, καθυστερήσεις κ.α.). Οι προσομοιώσεις επιβεβαίωσαν τα οφέλη στην απόδοση του αλγορίθμου ως προς την ομοιομορφία της κατανομής της κατανάλωσης ενέργειας στο δίκτυο, την επιμήκυνση του χρόνου ζωής του δικτύου αλλά και ρυθμοαπόδοσης που επιτυγχάνεται.

Στο επόμενο στάδιο της εργασίας έγινε μια κατανεμημένη υλοποίηση του αλγορίθμου δρομολόγησης με πολλαπλά κόστη, που επιπλέον λαμβάνει υπόψη την κινητικότητα των κόμβων του δικτύου. Οι προηγούμενες δουλειές στηρίζονταν σε μια κεντρικοποιημένη λειτουργία του αλγορίθμου, ενώ επίσης υπέθεταν πλήρη γνώση της απαραίτητης πληροφορίας (τοπολογία, παράμετροι των συνδέσμων) από όλους τους κόμβους ανά πάσα στιγμή. Αναιρώντας αυτές τις υποθέσεις, ο πλήρως δυναμικός αλγόριθμος δρομολόγησης για ασύρματα ad hoc δίκτυα Dynamic Source Routing (DSR) τροποποιήθηκε κατάλληλα έτσι ώστε να ενσωματώσει τις πτυχές λειτουργίας του αλγορίθμου δρομολόγησης με πολλαπλά κόστη. Οι παράμετροι-κόστη που χρησιμοποιήθηκαν ήταν η τρέχουσα διαθέσιμη ενέργεια των κόμβων και η ισχύς μετάδοσής τους. Μέσω πειραμάτων προέκυψε ότι ο τροποποιημένος DSR αλγόριθμος με πολλαπλά κόστη, σε σύγκριση με τον αρχικό DSR, εμφανίζει χαμηλότερη κατανάλωση ενέργειας στο δίκτυο, πιο ομοιόμορφη κατανομή της κατανάλωσης της ενέργειας στο δίκτυο, μικρότερη πιθανότητα απώλειας πακέτων και μικρότερη καθυστέρηση στην παράδοσή τους. Τα αποτελέσματα είναι καλύτερα για μέσα επίπεδα κινητικότητας των κόμβων. Για πολύ χαμηλά ή πολύ υψηλά επίπεδα κινητικότητας οι μηχανισμοί του DSR για την ανακάλυψη της απαραίτητης πληροφορίας δεν επαρκούν για την αποδοτική λειτουργία του αλγορίθμου δρομολόγησης με πολλαπλά κόστη.

Τέλος η ιδέα της δρομολόγησης με πολλαπλά κόστη εφαρμόστηκε για τη λύση του προβλήματος ενεργο-αποδοτικής πολλαπλής ή ολικής εκπομπής (multicasting ή broadcasting, αντίστοιχα). Στόχος ήταν να βρεθεί η βέλτιστη ενεργο-αποδοτική ακολουθία συνδέσμων πάνω στους οποίους πρέπει να γίνει μετάδοση ενός πακέτου προκειμένου να υλοποιηθεί η επιθυμητή εκπομπή. Μια ακολουθία αποτελείται από το σύνολο των κόμβων τους οποίους καλύπτει με τις μεταδόσεις της, αλλά και ένα σύνολο παραμέτρων-κοστών που προκύπτει από τα αντίστοιχα διανύσματα των συνδέσμων που χρησιμοποιεί για μετάδοση. Με τον τρόπο αυτό ο αλγόριθμος με πολλαπλά κόστη εφαρμόζεται άμεσα στη λύση του προβλήματος ενεργο-αποδοτικής εκπομπής, θεωρώντας ακολουθίες αντί για μονοπάτια. Σαν παράμετροι-κόστη χρησιμοποιήθηκαν η τρέχουσα διαθέσιμη ενέργεια και η ισχύς μετάδοσης των κόμβων. Τα αποτελέσματα

δείχνουν σαφή υπεροχή του αλγορίθμου με πολλαπλά κόστη έναντι παραδοσιακών λύσεων τόσο για πολλαπλή εκπομπή (multicasting) όσο και για ολική εκπομπή (broadcasting).

Περιεχόμενα

1	Εισαγωγή	1
1.1	Αντικείμενο της διατριβής	1
1.1.1	Ασύρματα αδόμητα δίκτυα	1
1.1.2	Δρομολόγηση με πολλαπλά κόστη αντί για ένα	4
1.2	Συνεισφορά της διατριβής	5
1.2.1	Σχετικές Δημοσιεύσεις	7
1.3	Δομή της διατριβής	8
2	Ο αλγόριθμος με πολλαπλά κόστη	11
2.1	Εισαγωγή	11
2.2	Σχετική δουλειά	12
2.3	Ο αλγόριθμος	13
2.3.1	Ορισμοί	13
2.3.2	Οι παράμετροι κόστους	14
2.3.3	Ο υπολογισμός των μη-κυριαρχημένων μονοπατιών	16
2.3.4	Η επιλογή του βέλτιστου μονοπατιού	21
2.4	Διαφορές δρομολόγησης με ένα και πολλαπλά κόστη	21
3	Ενεργο-αποδοτικοί αλγόριθμοι δρομολόγησης	25
3.1	Εισαγωγή	25
3.2	Σχετική δουλειά	27
3.3	Ενεργο-αποδοτική δρομολόγηση με πολλαπλά κόστη	28
3.3.1	Οι παράμετροι κόστους	29
3.3.2	Οι συναρτήσεις βελτιστοποίησης	29
3.4	Πειραματικό μοντέλο	32
3.5	Αποτελέσματα	34
3.5.1	Ενέργεια	35
3.5.2	Απόδοση δικτύου	37
3.5.3	Οι συναρτήσεις μοναδικού κόστους	37
3.5.4	Η συχνότητα ανανέωσης	42
3.6	Συμπεράσματα	42
4	Ενεργο-αποδοτικότητα σε χωρητικά και ενεργειακά περιορισμένα δίκτυα	49
4.1	Εισαγωγή	49
4.2	Περιορισμοί Ενέργειας και Χωρητικότητας	51
4.2.1	Γενικά	51
4.2.2	Δισδιάστατο ασύρματο αδόμητο δίκτυο	52
4.2.3	Μονοδιάστατο αδόμητο δίκτυο	55
4.3	Οι αλγόριθμοι δρομολόγησης	56

4.4	Μοντέλο προσομοίωσης	57
4.5	Αποτελέσματα	58
5	Δρομολόγηση με πολλαπλά κόστη και παρεμβολή	65
5.1	Εισαγωγή	65
5.2	Σχετική δουλειά	66
5.3	Δρομολόγηση με πολλαπλά κόστη με βάση και την παρεμβολή	67
5.3.1	Οι παράμετροι κόστους	68
5.3.2	Οι αλγόριθμοι	69
5.4	Πειραματικό Μοντέλο	70
5.5	Αποτελέσματα	71
5.5.1	Η απόδοση των max/min αλγορίθμων	74
5.6	Συμπεράσματα	77
6	Κατανεμημένη δρομολόγηση με πολλαπλά κόστη και κινητικότητα	79
6.1	Εισαγωγή	79
6.2	Σχετική δουλειά	80
6.3	Μοντέλο υλοποίησης	81
6.3.1	Συλλογή πληροφορίας	82
6.3.2	Ενημέρωση πληροφορίας	84
6.3.3	Σχέση κυριαρχίας	85
6.3.4	Επιλογή βέλτιστου μονοπατιού	86
6.4	Πειραματικό Μοντέλο	86
6.5	Αποτελέσματα	87
6.6	Συμπεράσματα	96
7	Ενεργο-αποδοτική πολλαπλή και ολική εκπομπή	99
7.1	Εισαγωγή	99
7.2	Σχετική δουλειά	102
7.2.1	Επαυξητικοί αλγόριθμοι	103
7.2.2	Αλγόριθμοι τοπικής αναζήτησης	104
7.3	Ο βέλτιστος αλγόριθμος	105
7.3.1	Ο υπολογισμός των υποψηφίων προγραμμάτων πολλαπλής εκπομπής	105
7.3.2	Η επιλογή του βέλτιστου προγράμματος πολλαπλής εκπομπής	108
7.4	Ο προσεγγιστικά βέλτιστος αλγόριθμος	109
7.5	Το πειραματικό μοντέλο	111
7.6	Πειραματικά αποτελέσματα	113
7.6.1	Πολλαπλή εκπομπή	113
7.6.2	Ολική εκπομπή	119
7.7	Συμπεράσματα	127
	Βιβλιογραφία	131

Λίστα σχημάτων

1.1	Η ανάγκη για την προώθηση των πακέτων από κόμβο σε κόμβο στα ασύρματα αδόμητα δίκτυα. Η ακτίνα μετάδοσης κάθε κόμβου αναπαρίσταται με τον κύκλο γύρω του. Ο κόμβος A επιθυμεί να στείλει στον K. Οι κόμβοι B, Z, H παίζουν το ρόλο του προωθητή.	2
2.1	Υπολογισμός του συνόλου των μη-κυριαρχημένων μονοπατιών για δεδομένο ζευγάρι κόμβων αφετηρίας-προορισμού, για την περίπτωση δύο παραμέτρων κόστους. Κάθε τελεία αναπαριστά το διάνυσμα κόστους ενός μονοπατιού. Οι παράμετροι κόστους του διανύσματος αυτού είναι μια προσθετική παράμετρος h (π.χ. το μήκος του μονοπατιού ή η καθυστέρηση) και μια περιοριστική παράμετρος R (π.χ. η τρέχουσα διαθέσιμη ενέργεια στους κόμβους του μονοπατιού ή η χωρητικότητα). (a) Όλα τα διαθέσιμα μονοπάτια για το δεδομένο ζευγάρι αφετηρίας-προορισμού (b) Επιλέγοντας τα μη-κυριαρχημένα μονοπάτια ανάμεσά τους. (c) Το σύνολο των μη-κυριαρχημένων μονοπατιών, δηλαδή μονοπάτια που έχουν και μεγαλύτερο R αλλά και μικρότερο h από κάποια από αυτά που απορρίφθηκαν.	17
2.2	Το δίκτυο για το παράδειγμα εκτέλεσης του αλγορίθμου εύρεσης του συνόλου των μη-κυριαρχημένων μονοπατιών για κόμβο-αφετηρία τον A. Κάθε σύνδεσμος χαρακτηρίζεται από ένα διάνυσμα (T, R) με δυο κόστη από τα οποία το T είναι προσθετικό (π.χ. η ενέργεια που δαπανάται για τη μετάδοση μέσω του συνδέσμου) και το R περιοριστικό (π.χ. η τρέχουσα διαθέσιμη ενέργεια του κόμβου που μεταδίδει στο σύνδεσμο).	18
2.3	Παράδειγμα δικτύου όπου σε κάθε σύνδεσμο (i, j) έχει ανατεθεί ένα διάνυσμα παραμέτρων κοστών της μορφής $(h_i = 1, T_i, R_i)$	22
3.1	Το δίκτυο του παραδείγματος επεξήγησης των συναρτήσεων βελτιστοποίησης. Ο κόμβος 1 μεταδίδει στον 4 και το κόστος του μονοπατιού υπολογίζεται από όλες τις συναρτήσεις.	31
3.2	Η δικτυακή τοπολογία για ακτίνα μετάδοσης ομοιόμορφα κατανεμημένη ανάμεσα σε (a) $50\mu - 100\mu$ (b) $50\mu - 150\mu$. Παραλείπονται για λόγους ευκρίνειας οι πλευρές της τοπολογίας του a που όμως επίσης υπάρχουν.	33
3.3	(α) Η μέση υπολειπόμενη ενέργεια στους κόμβους του δικτύου μετά την ολοκλήρωση της εκκένωσης πακέτων για τους αλγορίθμους Minimum-Hop, MAX/MIN ή Energy και MAX/MIN Energy-Hop, (β) Η διασπορά της υπολειπόμενης ενέργειας στους κόμβους του δικτύου μετά την ολοκλήρωση της εκκένωσης πακέτων για τους αλγορίθμους Minimum-Hop, SUM/MIN Energy και SUM/MIN Energy-Hop, για αρχική ενέργεια 2 Joules στην δικτυακή τοπολογία του σχήματος Σχήματος 3.2a (ακτίνα μετάδοσης ομοιόμορφα κατανεμημένη από 50 έως 100 μέτρα).	36

3.4	Ο τρέχων αριθμός των κόμβων με εξαντλημένη ενέργεια κατά την διάρκεια της εκκένωσης πακέτων για τους αλγορίθμους Minimum-Hop και (α) MAX/MIN Energy, MAX/MIN Energy-Hop και (β) SUM/MIN Energy, SUM/MIN Energy-Hop, για πεπερασμένη αρχική ενέργεια στην δικτυακή τοπολογία του σχήματος Σχήματος 3.2a (ακτίνα μετάδοσης ομοιόμορφα κατανεμημένη από 50 έως 100 μέτρα).	38
3.5	Ο μέσος αριθμός συνδέσμων των μονοπατιών δρομολόγησης που επιλέγουν οι αλγόριθμοι Minimum-Hop, SUM/MIN Energy, SUM/MIN Energy-Hop, για (α) άπειρη και (β) πεπερασμένη αρχική ενέργεια στην δικτυακή τοπολογία του σχήματος Σχήματος 3.2a (ακτίνα μετάδοσης ομοιόμορφα κατανεμημένη από 50 έως 100 μέτρα).	39
3.6	Ο λόγος ληφθέντων προς μεταδιδόμενα πακέτα για τους αλγορίθμους Minimum-Hop και (α) MAX/MIN Energy, MAX/MIN Energy-Hop και (β) SUM/MIN Energy, SUM/MIN Energy-Hop. Το πείραμα εκτελέστηκε για πεπερασμένη αρχική ενέργεια στην δικτυακή τοπολογία του σχήματος Σχήματος 3.2a (ακτίνα μετάδοσης ομοιόμορφα κατανεμημένη από 50 έως 100 μέτρα).	40
3.7	Ο αριθμός των συγκρούσεων για τους αλγορίθμους Minimum-Hop, MAX/MIN Energy, MAX/MIN Energy-Hop. Το πείραμα εκτελέστηκε για (α) άπειρη και (β) πεπερασμένη αρχική ενέργεια στην δικτυακή τοπολογία του σχήματος Σχήματος 3.2a (ακτίνα μετάδοσης ομοιόμορφα κατανεμημένη από 50 έως 100 μέτρα).	41
3.8	(α) Ο λόγος ληφθέντων προς μεταδιδόμενα πακέτα και (β) ο τρέχοντας αριθμός των κόμβων με εξαντλημένα τα αποθέματα ενέργειάς τους για τους αλγορίθμους Minimum-Hop, SUM/MIN Energy, SUM/MIN Energy-Hop, Single-Cost-Energy Ratio και Single-Cost-Energy-Hop Ratio. Το πείραμα εκτελέστηκε για πεπερασμένη αρχική ενέργεια στην δικτυακή τοπολογία του σχήματος Σχήματος 3.2a (ακτίνα μετάδοσης ομοιόμορφα κατανεμημένη από 50 έως 100 μέτρα).	43
3.9	(α) Ο λόγος ληφθέντων προς μεταδιδόμενα πακέτα για τους αλγορίθμους SUM/MIN Energy και SUM/MIN Energy-Hop και (β) ο τρέχοντας αριθμός των κόμβων με εξαντλημένα τα αποθέματα ενέργειάς τους για τον SUM/MIN Energy-Hop. Το πείραμα εκτελέστηκε για πεπερασμένη αρχική ενέργεια στην δικτυακή τοπολογία του σχήματος Σχήματος 3.2a (ακτίνα μετάδοσης ομοιόμορφα κατανεμημένη από 50 έως 100 μέτρα).	44
3.10	(α) Η μέση υπολειπόμενη ενέργεια και (β) ο μέσος αριθμός συνδέσμων των μονοπατιών για τους αλγορίθμους Minimum-Hop, MAX/MIN Energy, MAX/MIN Energy-Hop και MAX/MIN Energy-Half-Hop, για άπειρη αρχική ενέργεια με ακτίνα μετάδοσης όλων των κόμβων ίση με 50 μέτρα.	45
3.11	Ο αριθμός των συγκρούσεων για τους αλγορίθμους Minimum-Hop, MAX/MIN Energy, MAX/MIN Energy-Hop και MAX/MIN Energy-Half-Hop, για άπειρη αρχική ενέργεια με ακτίνα μετάδοσης όλων των κόμβων ίση με 50 μέτρα.	47
4.1	Το πρόβλημα του ανοικτού ορίζοντα. Πακέτα δημιουργούνται σε κάθε κόμβο του δικτύου με πιθανότητα p στη διάρκεια κάθε σχισμής, με ομοιόμορφα κατανεμημένους προορισμούς. Επίσης στο ίδιο διάστημα ενέργεια επαναφορτίζεται στους κόμβους με ρυθμό X μονάδων ενέργειας ανά σχισμή.	50
4.2	Δισδιάστατο ασύρματο αδόμητο δίκτυο.	53

4.3	Μονοδιάστατο ασύρματο αδόμητο δίκτυο.	56
4.4	Η μέση καθυστέρηση παράδοσης των πακέτων (σε σχισμές) για ρυθμό επαναφόρτισης ενέργειας των κόμβων $X = 5 \cdot 10^{-3}$ και $X = 9 \cdot 10^{-3}$ Joules ανά σχισμή.	59
4.5	Ο αριθμός των παραδιδόμενων πακέτων προς τα αποσταλθέντα για ρυθμό επαναφόρτισης ενέργειας των κόμβων $X = 9 \cdot 10^{-3}$ και $X = 15 \cdot 10^{-3}$ Joules ανά σχισμή.	61
4.6	(α) Η μέγιστη πιθανότητα δημιουργίας πακέτων ως προς το ρυθμό επαναφόρτισης ενέργειας των κόμβων, (β) Λεπτομέρεια του (α).	62
5.1	Η μέση υπολειπόμενη ενέργεια στους κόμβους του δικτύου στο τέλος του προβλήματος της εκκένωσης ως προς τον αριθμό των πακέτων που στέλνει κάθε κόμβος.	72
5.2	Η διασπορά της υπολειπόμενης ενέργειας στους κόμβους του δικτύου στο τέλος του προβλήματος της εκκένωσης ως προς τον αριθμό των πακέτων που στέλνει κάθε κόμβος.	73
5.3	Ο λόγος των παραδιδόμενων προς τα αποσταλθέντα πακέτα ως προς τον αριθμό των πακέτων που στέλνει κάθε κόμβος.	73
5.4	Το μέσο μήκος των διαδρομών που χρησιμοποιούνται ως προς τον αριθμό των πακέτων που στέλνει κάθε κόμβος.	75
5.5	Η μέση ρυθμοαπόδοση ως προς τον αριθμό των πακέτων που στέλνει κάθε κόμβος.	75
5.6	Η μέση καθυστέρηση παράδοσης των πακέτων ως προς τον αριθμό των πακέτων που στέλνει κάθε κόμβος.	76
5.7	Η διασπορά της υπολειπόμενης ενέργειας στους κόμβους του δικτύου στο τέλος του προβλήματος της εκκένωσης.	76
6.1	Αναπαριστά τον μηχανισμό ανακάλυψης διαδρομής του multicost-DSR αλγορίθμου για τις διαδρομές $1 \rightarrow 2 \rightarrow 4 \rightarrow 5$ και $1 \rightarrow 6 \rightarrow 7 \rightarrow 5$. Τα διανύσματα με τις παραμέτρους κόστους των συνδέσμων είναι στη μορφή (R_i, T_i) , όπου i είναι ο σύνδεσμος, R_i η τρέχουσα διαθέσιμη ενέργεια του κόμβου που μεταδίδει και T_i η ισχύς μετάδοσης του ίδιου κόμβου. Ο πίνακας κόμβων κάθε διαδρομής επεκτείνεται έτσι ώστε σε κάθε θέση να αποθηκεύεται εκτός από το αναγνωριστικό του εκάστοτε κόμβου και το διάνυσμα κόστους του αντίστοιχου συνδέσμου. Όταν ολοκληρωθεί η διαδικασία κατασκευής της διαδρομής, το διάνυσμα κόστους για τη διαδρομή προκύπτει από τα διανύσματα των συνδέσμων που την αποτελούν συνδυάζοντάς τα παράμετρο προς παράμετρο μέσω συσχετιστικών τελεστών για την καθεμία. Στο παράδειγμά μας η τρέχουσα διαθέσιμη ενέργεια της διαδρομής ισούται με την ελάχιστη τιμή της πάνω σε αυτήν ενώ η ισχύς μετάδοσης για όλη τη διαδρομή ορίζεται σαν το άθροισμα των τιμών της στους κόμβους που την απαρτίζουν.	83
6.2	Απεικονίζει τη μέση υπολειπόμενη ενέργεια στους κόμβους του δικτύου για τον multicost-DSR αλγόριθμο και τον αρχικό DSR αλγόριθμο, με 20 συνόδους στο δίκτυο και για αρχική ενέργεια στους κόμβους ίση με (α) 50 Joules, και (β) 500 Joules.	88

6.3	Απεικονίζει την διασπορά της υπολειπόμενης ενέργειας στους κόμβους του δικτύου για τον multicost-DSR αλγόριθμο και τον αρχικό DSR αλγόριθμο, με 20 συνόδους στο δίκτυο και για αρχική ενέργεια στους κόμβους ίση με (α) 50 Joules, και (β) 500 Joules.	90
6.4	Απεικονίζει την πιθανότητα απόρριψης ενός πακέτου για τον multicost-DSR αλγόριθμο και τον αρχικό DSR αλγόριθμο, με 20 συνόδους στο δίκτυο και για αρχική ενέργεια στους κόμβους ίση με (α) 10 Joules, και (β) 500 Joules.	92
6.5	Απεικονίζει το μέσο μήκος των διαδρομών για τον multicost-DSR αλγόριθμο και τον αρχικό DSR αλγόριθμο, με 20 συνόδους στο δίκτυο και για αρχική ενέργεια στους κόμβους ίση με (α) 50 Joules, και (β) 500 Joules.	94
6.6	Απεικονίζει την μέση καθυστέρηση παράδοσης των πακέτων στο δίκτυο για τον multicost-DSR αλγόριθμο και τον αρχικό DSR αλγόριθμο, με 80 συνόδους στο δίκτυο και για αρχική ενέργεια στους κόμβους ίση με (α) 10 Joules, και (β) 500 Joules.	95
7.1	Κατηγοριοποίηση αλγορίθμων για ενεργο-αποδοτική πολλαπλή εκπομπή σε ασύρματα δίκτυα. Με έντονο πλαίσιο δηλώνεται η περίπτωση που μελετάμε σε αυτό το Κεφάλαιο.	100
7.2	Παράδειγμα ολικής εκπομπής σε ασύρματο αδόμητο δίκτυο.	106
7.3	Παράδειγμα ολικής εκπομπής που δείχνει τις διαφορές ανάμεσα στον αλγόριθμο Optimal Total and Residual Energy Multicast Multicast (OTREMM) και τον αλγόριθμο Near-Optimal Total and Residual Energy Multicast Multicast (NOTREMM). Ο κόμβος 1 εκπέμπει ένα πακέτο προς όλους τους υπόλοιπους στο δίκτυο. Το διάνυσμα κόστους του κάθε κόμβου είναι στη μορφή (R, T) , όπου R είναι η διαθέσιμη ενέργεια σε Joules και T η ισχύς μετάδοσης σε Watts.	110
7.4	Ο μέσος αριθμός μεταδόσεων h που απαιτούνται από κάθε πακέτο, για την περίπτωση που $q=0,5$ και η αρχική ενέργεια των κόμβων E_0 είναι (a) 10 Joules και (b) 100 Joules.	114
7.5	Η μέση υπολειπόμενη ενέργεια R στο τέλος της εκκένωσης, για την περίπτωση που $q=0.5$ και η αρχική ενέργεια των κόμβων E_0 είναι (a) 5 Joules και (b) 100 Joules.	116
7.6	Ο δείκτης επιτυχίας πολλαπλής εκπομπής p , για την περίπτωση που $q=0.5$ και η αρχική ενέργεια των κόμβων E_0 είναι (a) 5 Joules και (b) 10 Joules.	117
7.7	Ο τρέχων αριθμός κόμβων με εξαντλημένα ενεργειακά αποθέματα, για την περίπτωση που $q=0.5$ και η αρχική ενέργεια των κόμβων E_0 είναι (a) 5 Joules και (b) 10 Joules.	118
7.8	Η μέση υπολειπόμενη ενέργεια στους κόμβους στο τέλος της εκκένωσης, για την περίπτωση που η αρχική ενέργεια των κόμβων είναι $E_0 = 5$ Joules και $N = 1000$ πακέτα εκκενώνονται από κάθε κόμβο, σαν συνάρτηση της πιθανότητας q ένας κόμβος να ανήκει στο σύνολο παραληπτών των πολλαπλών εκπομπών.	119
7.9	Ο δείκτης επιτυχίας όταν η αρχική ενέργεια των κόμβων E_0 είναι (a) 5 Joules και (b) 10 Joules.	121
7.10	Ο τρέχων αριθμός κόμβων με εξαντλημένη ενέργεια όταν η αρχική ενέργεια των κόμβων E_0 είναι (a) 5 Joules και (b) 10 Joules.	122

7.11	Η μέση υπολειπόμενη ενέργεια όταν η αρχική ενέργεια των κόμβων E_0 είναι (a) 5 Joules και (b) 100 Joules.	123
7.12	Ο μέσος αριθμός μεταδόσεων h που απαιτούνται για την ολική εκπομπή όταν η αρχική ενέργεια των κόμβων E_0 είναι (a) 5 Joules και (b) 100 Joules.	125
7.13	Ο δείκτης επιτυχίας ολικής εκπομπής p σε κάθε γύρο όταν $N = 23$ πακέτα δημιουργούνται σε κάθε κόμβο ανά γύρο.	126
7.14	Η μέση καθυστέρηση ολικής εκπομπής D , με μονάδα μέτρησης το χρόνο που απαιτείται για τη μετάδοση ενός πακέτου, σε κάθε γύρο όταν $N = 23$ πακέτα δημιουργούνται σε κάθε κόμβο ανά γύρο.	126
7.15	Ο δείκτης επιτυχίας ολικής εκπομπής p στην κατάσταση σταθερής λειτουργίας ως προς τον αριθμό πακέτων N προς ολική εκπομπή που δημιουργούνται σε κάθε κόμβο ανά γύρο.	128
7.16	Η μέση καθυστέρηση ολικής εκπομπής D στην κατάσταση σταθερής λειτουργίας ως προς τον αριθμό πακέτων N προς ολική εκπομπή που δημιουργούνται σε κάθε κόμβο ανά γύρο.	128

Λίστα πινάκων

2.1	Εξέλιξη του αλγορίθμου εύρεσης των μη-κυριαρχημένων μονοπατιών από τον κόμβο A προς όλους τους άλλους για το δίκτυο του Σχήματος 2.2.	20
5.1	Οι αλγόριθμοι δρομολόγησης με πολλαπλά κόστη	69
6.1	Λίστα των παραμέτρων των πειραμάτων	87

Εισαγωγή

1.1 Αντικείμενο της διατριβής

Βασικό αντικείμενο της παρούσας διατριβής είναι η δρομολόγηση με πολλαπλά κόστη σε ασύρματα αδόμητα δίκτυα. Με τον όρο ασύρματα αδόμητα δίκτυα αναφερόμαστε σε αυτο-οργανωμένα δίκτυα στα οποία δεν υπάρχει καμία σταθερή υποδομή ή κεντρικός έλεγχος. Είναι δίκτυα που βρίσκουν κατ' εξοχήν εφαρμογή σε καταστάσεις όπου η σταθερή δικτυακή υποδομή δεν είναι διαθέσιμη είτε λόγω κάποιου συμβάντος έκτακτης ανάγκης είτε λόγω γεωγραφικής μορφολογίας. Ακριβώς επειδή η φύση των συγκεκριμένων δικτύων είναι συνεργατική κάθε κόμβος ενός ασύρματου αδόμητου δικτύου εκτός από τον ρόλο αποστολέα και παραλήπτη δικτυακής κίνησης, παίζει πολλές φορές και εκείνον του δρομολογητή κίνησης ανάμεσα σε κόμβους που βρίσκονται ο ένας εκτός εμβέλειας του άλλου. Επομένως ο τρόπος με τον οποίο λαμβάνονται οι αποφάσεις της δρομολόγησης έχει καίριο αντίκτυπο στην αποδοτικότητα των ασύρματων αδόμητων δικτύων. Η χρήση πολλαπλών κριτηρίων δρομολόγησης έχει εγγενώς πολλά πλεονεκτήματα σε σχέση με την παραδοσιακή δρομολόγηση με ένα κόστος. Στην ουσία αποτελεί γενίκευση της τελευταίας και παρά το ότι είναι πολλά υποσχόμενη δεν έχει εξεταστεί επαρκώς για την συγκεκριμένη κατηγορία δικτύων. Στη συνέχεια θα δώσουμε τα βασικά στοιχεία για τους δυο προαναφερθέντες άξονες της διατριβής: τα ασύρματα αδόμητα δίκτυα και τη χρήση πολλαπλών κοστών αντί για ένα στη λήψη των αποφάσεων δρομολόγησης.

1.1.1 Ασύρματα αδόμητα δίκτυα

Το βασικό στοιχείο που χαρακτηρίζει και εν πολλοίς ορίζει τα ασύρματα αδόμητα δίκτυα, είναι το ότι δεν προϋποθέτουν ή απαιτούν οποιαδήποτε υποδομή για την ανάπτυξη και λειτουργία τους. Αποτελούνται από κόμβους οι οποίοι επικοινωνούν ασύρματα μεταξύ τους και συνεργατικά διαμορφώνουν και λειτουργούν το δίκτυο. Οι κόμβοι αυτοί συνήθως είναι κινητοί αλλά εξίσου σημαντικές είναι και οι περιπτώσεις των στατικών ασύρματων αδόμητων δικτύων, οπότε και μιλάμε για δίκτυα αισθητήρων. Τα δίκτυα αυτά μπορεί να λειτουργούν αυτόνομα και ανεξάρτητα ή να είναι συνδεδεμένα σε άλλα ασύρματα ή ενσύρματα δίκτυα ή ακόμα και στο Internet. Αυτή η ανεξαρτησία τους από οποιαδήποτε υποδομή κάνει τα ασύρματα αδόμητα δίκτυα κατάλληλα για περιβάλλοντα και εφαρμογές όπου η λειτουργία κάποιου άλλου τύπου δικτύου είναι είτε αδύνατη είτε ασύμφορη.

Ένα δεύτερο χαρακτηριστικό γνώρισμα των ασύρματων αδόμητων δικτύων είναι η κατανεμημένη φύση της λειτουργίας τους. Δεν υπάρχει κανενός είδους κεντρικός

έλεγχος που να καθορίζει πως και πότε θα επικοινωνήσουν οι κόμβοι μεταξύ τους. Κάθε κόμβος μπορεί να μεταδίδει κατά βούληση σε όσους βρίσκονται μέσα στην ακτίνα μετάδοσής του. Αν ο επιθυμητός προορισμός βρίσκεται σε απόσταση μεγαλύτερη από την ακτίνα αυτή, οι ενδιαμέσοι σε αυτούς κόμβοι αναλαμβάνουν να προωθήσουν τα μεταδιδόμενα πακέτα. Έτσι λοιπόν οι κόμβοι ενός αδόμητου δικτύου πέρα από το ρόλο τους ως αποστολείς ή δέκτες πακέτων, επιφορτίζονται και με το ρόλο του προωθητή, κάτι που κάνει τη δρομολόγηση στα εν λόγω δίκτυα να αποκτά καθοριστική σημασία για την λειτουργικότητά τους. Στο Σχήμα 1.1 αναπαρίσταται αυτή η συνεργατική φύση των ασύρματων αδόμητων δικτύων.

Σχήμα 1.1: Η ανάγκη για την προώθηση των πακέτων από κόμβο σε κόμβο στα ασύρματα αδόμητα δίκτυα. Η ακτίνα μετάδοσης κάθε κόμβου αναπαρίσταται με τον κύκλο γύρω του. Ο κόμβος A επιθυμεί να στείλει στον K. Οι κόμβοι B, Z, H παίζουν το ρόλο του προωθητή.

Τα παραπάνω καθιστούν τα ασύρματα αδόμητα δίκτυα κατάλληλα για ορισμένες εφαρμογές και καταστάσεις, στις οποίες άλλες πλατφόρμες επικοινωνίας, όπως τα ενσύρματα δίκτυα κα., είναι μη διαθέσιμες ή πολύ ακριβές. Ένα κατ' εξοχήν πεδίο εφαρμογής των ασύρματων αδόμητων δικτύων είναι οι καταστάσεις έκτακτης ανάγκης, όπου λόγω φυσικής ή άλλης καταστροφής η υπάρχουσα δικτυακή υποδομή έχει καταστεί αδύνατο να χρησιμοποιηθεί. Τότε τα ασύρματα αδόμητα δίκτυα ως μια εύκολα και γρήγορα αναπτυσσόμενη δικτυακή υποδομή αποτελούν μια αποτελεσματική λύση στις εξαιρετικά άμεσες και επείγουσες ανάγκες για επικοινωνία των ομάδων διάσωσης και των σωμάτων ασφαλείας που δρουν στην περιοχή του συμβάντος. Με ανάλογο τρόπο τα ασύρματα αδόμητα δίκτυα βρίσκουν εφαρμογή και σε περιβάλλοντα στρατιωτικών επιχειρήσεων όπου η εγκατάσταση δικτυακής υποδομής δεν είναι εφικτή (για προφανείς λόγους) και οι ανάγκες για επικοινωνία άμεσες. Μάλιστα θα μπορούσε να υποστηριχθεί ότι ο συγκεκριμένος τομέας αποτέλεσε από το ξεκίνημα των ασύρματων αδόμητων δικτύων σαν ερευνητικό πεδίο της δεκαετία του 1970, την κύρια δύναμη ώθησής του μέσω των χρηματοδοτήσεων του Υπουργείου Ίμυνας των Η.Π.Α.. Μάλιστα, η κατάσταση αυτή συνεχίζεται ακόμα και μέχρι τις μέρες μας.

Επίσης, ένα άλλο πεδίο στο οποίο τα ασύρματα αδόμητα δίκτυα έχουν ήδη τεθεί σε λειτουργία, είναι περιβάλλοντα όπως πανεπιστήμια, αίθουσες συνεδρίων και

συνεδριάσεων αλλά και νοσοκομεία όπου, με διαφορετική ιεράρχηση αναγκών για Ποιότητα Υπηρεσίας στο καθένα βέβαια, η απαίτηση για ευέλικτη επικοινωνία δίχως χρονικές ή χωρικές δεσμεύσεις είναι έντονη. Με τα ασύρματα αδόμητα δίκτυα οι χρήστες στα προαναφερθέντα περιβάλλοντα μέσω των φορητών τους υπολογιστών ή άλλων συσκευών αποκτούν τη δυνατότητα για επικοινωνία μεταξύ τους αλλά και για πρόσβαση στο Διαδίκτυο.

Σημαντικός τομέας εφαρμογής των ασύρματων αδόμητων δικτύων είναι και τα συστήματα παρακολούθησης και συλλογής πληροφοριών στα οποία οι κόμβοι του δικτύου είναι εξειδικευμένες συσκευές αισθητήρων. Οι αισθητήρες αυτοί, που συνήθως είναι πάρα πολλοί σε ένα τέτοιο δίκτυο, συλλέγουν πληροφορίες αναφορικά με το περιβάλλον (θερμοκρασία, υγρασία, κτλ.) ή και οτιδήποτε άλλο, και τις μεταδίδουν συνεργατικά (βλ. Σχήμα 1.1) σε ένα κεντρικό σημείο αναφοράς. Μεγάλος όγκος της ερευνητικής δουλειάς στο γενικότερο πεδίο των ασύρματων αδόμητων δικτύων εστιάζει στα δίκτυα αισθητήρων (sensor networks).

Επιπρόσθετα, μια άλλη εφαρμογή των συγκεκριμένων δικτύων που τα τελευταία χρόνια συγκεντρώνει έντονο ερευνητικό ενδιαφέρον είναι τα δίκτυα οχημάτων (vehicular networks), όπου μια σειρά υπηρεσιών παρέχονται στους επιβάτες οχημάτων που κινούνται εντός της εμβέλειας τέτοιων δικτύων.

Δεδομένης της φύσης των ασύρματων αδόμητων δικτύων, οι προκλήσεις αναφορικά με τη λειτουργία τους είναι αρκετές και έχουν προσελκύσει έντονο ερευνητικό ενδιαφέρον τα τελευταία χρόνια. Στη συνέχεια απαριθμούμε τις κυριότερες από αυτές.

Δρομολόγηση Θεμελιώδες κομμάτι της λειτουργίας των ασύρματων αδόμητων δικτύων είναι η δρομολόγηση. Ακριβώς επειδή κάθε κόμβος των δικτύων αυτών λειτουργεί και σαν δρομολογητής, ο τρόπος με τον οποίο λαμβάνονται οι αποφάσεις για το ποια διαδρομή θα ακολουθήσει κάθε πακέτο επηρεάζει καθολικά τη λειτουργία τους. Οι αλγόριθμοι δρομολόγησης καλούνται να ισορροπήσουν αντικρουόμενες απαιτήσεις όπως καθυστέρηση διάδοσης και ποσοστό παραδιδόμενων πακέτων ή ισοκατανομή του δικτυακού φορτίου στους κόμβους και όσο το δυνατόν συντομότερα μονοπάτια κ.ο.κ. Συνήθως μάλιστα καθένας αλγόριθμος προσανατολίζεται σε μια συγκεκριμένη κατηγορία δικτύων, που καθορίζεται από τα χαρακτηριστικά κίνησης των κόμβων, την πυκνότητα του δικτύου, το είδος της κίνησης που εξυπηρετεί κτλ. και τις ανάγκες που αυτή έχει.

Μεταβαλλόμενη δικτυακή τοπολογία Ένα ζήτημα που προκύπτει άμεσα από τον αυτόνομο τρόπο λειτουργίας των κόμβων που απαρτίζουν ένα ασύρματο αδόμητο δίκτυο είναι οι συνεχείς αλλαγές στην τοπολογία τους. Οι αλλαγές αυτές συνδέονται με την κινητικότητα των κόμβων, που αποτελεί βασικό χαρακτηριστικό των δικτύων αυτών, την κατά βούληση ρύθμιση της ισχύος μετάδοσης του κάθε κόμβου αλλά και με τα περιορισμένα διαθέσιμα ενεργειακά αποθέματα σε αυτούς η εξάντληση των οποίων αναστέλλει τη λειτουργία ενός κόμβου. Επομένως η λειτουργία των ασύρματων αδόμητων δικτύων σε όλα τα επίπεδα λειτουργίας τους πρέπει να μπορεί

να προσαρμόζεται στις αλλαγές αυτές.

Ποιότητα Υπηρεσίας Η εξυπηρέτηση με βάση την Ποιότητα της Υπηρεσίας αλλάζει τα κριτήρια της δρομολόγησης και από γενικά για όλους τους χρήστες του δικτύου, τα εξειδικεύει στις απαιτήσεις του καθενός. Η εισαγωγή τέτοιων δυνατοτήτων στα διάφορα πρωτόκολλα των ασύρματων αδόμητων δικτύων σε όλα τα επίπεδα της λειτουργίας τους, επιτρέπει την υποστήριξη πληθώρας νέων υπηρεσιών και επεκτείνει το εύρος των εφαρμογών τους. Χαρακτηριστικά παραδείγματα τέτοιων υπηρεσιών και εφαρμογών είναι η μετάδοση φωνής και ήχου αλλά και καταστάσεις έκτακτης ανάγκης όπου τα δεδομένα έχουν διαβάθμιση τόσο σε προτεραιότητα όσο και σε ασφάλεια.

Ασφάλεια Η κοινόχρηστη φύση του μέσου στα ασύρματα αδόμητα δίκτυα εξ' ορισμού ενέχει κινδύνους ασφάλειας. Επομένως πολλή σχετική δουλειά έχει γίνει για την ανάπτυξη μηχανισμών που θα θωρακίσουν τη λειτουργία των εν λόγω δικτύων επαρκώς από το επίπεδο Πρόσβασης στο Μέσο μέχρι και τα ανώτερα επίπεδα Εφαρμογής.

Χωρητικότητα Τέλος μια από τις σημαντικότερες προκλήσεις είναι και ο χειρισμός της αύξησης του αριθμού των χρηστών των αδόμητων δικτύων σε σχέση με τη ρυθμοαπόδοση (throughput) που μπορεί να επιτευχθεί. Το ότι κάθε κόμβος πέρα από τα σχετιζόμενα με αυτόν πακέτα, έχει να προωθεί και τα πακέτα άλλων, περιορίζει την ικανότητα εξυπηρέτησης που έχουν δίκτυα μεγάλου αριθμού κόμβων. Είναι το λεγόμενο ζήτημα της χωρητικότητας (capacity) των αδόμητων δικτύων. Τα πρώτα απογοητευτικά αποτελέσματα που ήθελαν την χωρητικότητα να τείνει στο μηδέν όσο ο αριθμός των κόμβων του δικτύου αυξάνεται, διαψεύστηκαν από άλλες εργασίες που δείχνουν ότι με τη χρήση συγκεκριμένων στρατηγικών (π.χ. προσαρμογή της ακτίνας μετάδοσης κάθε κόμβου, αύξηση του αποθηκευτικού χώρου κτλ.) το πρόβλημα μπορεί να αμβλυνθεί (βλ.[27, 91]).

1.1.2 Δρομολόγηση με πολλαπλά κόστη αντί για ένα

Η πλέον συνήθης πρακτική στη δρομολόγηση συνίσταται στην ανάθεση σε κάθε σύνδεσμο του δικτύου μιας μετρικής και η εύρεση με βάση αυτήν του μονοπατιού με το ελάχιστο κόστος. Ακόμα κι αν αυτή η μετρική αποτελεί αποτέλεσμα συνδυασμού πολλών παραμέτρων, εν τέλει εκφράζει μέσω ενός μεγέθους το κόστος μετάδοσης πάνω από κάθε σύνδεσμο. Αυτή η φιλοσοφία δρομολόγησης έχει κάποια εγγενή μειονεκτήματα. Καταρχήν, τα κριτήρια που μπορεί να χρησιμοποιηθούν για τον χαρακτηρισμό των συνδέσμων και κατ' επέκταση των μονοπατιών πρέπει να είναι μόνο συγκεκριμένου τύπου έτσι ώστε αυτά να μπορούν να συνδυαστούν κατάλληλα καταλήγοντας σε έναν αριθμό με βάση τον οποίο θα εκτελείται ο αλγόριθμος εύρεσης του βέλτιστου μονοπατιού. Έπειτα, αποκλείεται ο εξατομικευμένος χειρισμός συνόδων με ιδιαίτερες απαιτήσεις εξυπηρέτησης. Για όλες επιβάλλεται να επιλέγονται τα μονοπάτια που θα τις δρομολογήσουν με τον ίδιο τρόπο, κάτι που σήμερα αλλά και στο μέλλον όπου το εύρος των εφαρμογών που θα εκτελούνται μέσω

των ασύρματων αδόμητων δικτύων αναμένεται να μεγαλώσει ακόμα πιο πολύ, φαντάζει πολύ περιοριστικό. Πέρα όμως από αυτά, ένα άλλο σημαντικό πρόβλημα που η προσέγγιση με ένα κριτήριο είναι το γεγονός ότι κάθε φορά για κάθε ζευγάρι αποστολέα-παραλήπτη επιλέγεται και χρησιμοποιείται ένα μόνο μονοπάτι με αποτέλεσμα ανισομερή κατανομή του φορτίου αλλά και πιθανά προβλήματα παλινδρόμησης[8].

Σε όλα τα παραπάνω έρχεται να απαντήσει η δρομολόγηση με πολλαπλά κόστη [29]. Η βασική ιδέα είναι ότι εδώ αντί για μια μετρική, σε κάθε σύνδεσμο ανατίθεται ένα διάνυσμα από κόστη (που προκύπτουν από διάφορες παραμέτρους που μπορεί να χαρακτηρίζουν έναν κόμβο) με βάση το οποίο προκύπτει και ένα αντίστοιχο διάνυσμα για το κάθε μονοπάτι. Δεδομένων των κόμβων αποστολέα-παραλήπτη και του συνόλου των μονοπατιών που τους συνδέουν, εφαρμόζεται στα διανύσματα αυτών μια συνάρτηση με την οποία επιλέγεται το βέλτιστο.

Ο αλγόριθμος αυτός καθ' αυτός εκτελείται σε δυο φάσεις. Στην πρώτη γίνεται μια απαρίθμηση των υποψήφιων μονοπατιών για ένα δοσμένο ζευγάρι αποστολέα-παραλήπτη και στη δεύτερη μέσω της εφαρμογής της συνάρτησης βελτιστοποίησης επιλέγεται αυτό που θα χρησιμοποιηθεί. Τα υποψήφια μονοπάτια που παίρνουν μέρος στην δεύτερη φάση του αλγορίθμου δρομολόγησης καλούνται μη-κυριαρχμένα. Είναι μονοπάτια για τα οποία δεν υπάρχει κάποιο άλλο που να είναι καλύτερο αναφορικά με όλα τα κόστη. Έτσι ο υπολογιστικός φόρτος του αλγορίθμου μειώνεται σε μεγάλο βαθμό αφού δεν χρειάζεται να εξετάσει το σύνολο των δυνατών μονοπατιών ανάμεσα σε κάθε ζευγάρι αποστολέα-παραλήπτη. Έχοντας λοιπόν αυτό το σύνολο των μονοπατιών, εφαρμόζοντας την συνάρτηση βελτιστοποίησης για το καθένα από αυτά προκύπτει το τελικό κόστος με βάση το οποίο επιλέγεται εκείνο με το ελάχιστο.

1.2 Συνεισφορά της διατριβής

Στα πλαίσια της διατριβής σε πρώτη φάση μελετήσαμε ενεργο-αποδοτικές στρατηγικές δρομολόγησης σε ασύρματα αδόμητα δίκτυα. Στα δίκτυα αυτά η ενέργεια είναι κρίσιμος πόρος και για αυτό η όσο το δυνατόν καλύτερη αξιοποίησή της αποτελεί ζήτημα μέγιστης σημασίας. Βασιζόμαστε στην προσέγγιση της δρομολόγησης σύμφωνα με την οποία σε κάθε σύνδεσμο του δικτύου ανατίθεται ένα διάνυσμα με πολλαπλές παραμέτρους κόστους. Οι παράμετροι που εντάχθηκαν στην μελέτη αυτή ήταν ο αριθμός των συνδέσμων που αποτελούν ένα μονοπάτι, η τρέχουσα διαθέσιμη ενέργεια των κόμβων του μονοπατιού και η ισχύς μετάδοσής τους. Μια σειρά από συναρτήσεις βελτιστοποίησης χρησιμοποιήθηκαν προκειμένου να συνδυαστούν οι παραπάνω παράμετροι κόστους έτσι ώστε να επιλεγεί το βέλτιστο μονοπάτι. Πρακτικά καθεμιά από αυτές αντιστοιχεί και σε έναν ξεχωριστό αλγόριθμο δρομολόγησης. Οι αλγόριθμοι αυτοί αξιολογήθηκαν σε ένα πλήθος σεναρίων με έμφαση, ανάμεσα σε άλλα, στην συνολική κατανάλωση ενέργειας στο δίκτυο και τη ρυθμοαπόδοση. Τα αποτελέσματα δείχνουν ότι οι αλγόριθμοι δρομολόγησης που λαμβάνουν υπόψη τους ενεργειακά σχετιζόμενες παραμέτρους κόστους επιμηχύνουν το χρόνο ζωής του δικτύου επιτυγχάνοντας παράλληλα καλύτερη απόδοση σε σχέση

με άλλες προσεγγίσεις όπως η δρομολόγηση με βάση το ελάχιστο μήκος διαδρομής.

Στη συνέχεια η μελέτη των ενεργο-αποδοτικών αλγορίθμων μεταφέρθηκε στο μοντέλο του ανοικτού ορίζοντα σε ασύρματα αδόμητα δίκτυα με περιορισμούς σχετικούς με την ενέργεια και την διαθέσιμη χωρητικότητα. Σύμφωνα με το μοντέλο ανοικτού ορίζοντα, οι αλγόριθμοι δρομολόγησης που προτείνουμε αξιολογούνται σε συνεχή χρόνο με περιοδική εισαγωγή πακέτων προς δρομολόγηση και επαναφόρτιση των κόμβων. Ο σκοπός ήταν με τον τρόπο αυτό να διερευνηθεί για κάθε αλγόριθμο η μέγιστη ρυθμοαπόδοση που μπορεί να υποστηριχθεί από το δίκτυο με το μήκος των ουρών πακέτων στους κόμβους και τη μέση καθυστέρηση παράδοσης των πακέτων να είναι πεπερασμένα. Στο συγκεκριμένο κομμάτι της διατριβής η βασική συνεισφορά είναι ένας ενεργο-αποδοτικός αλγόριθμος δρομολόγησης που χρησιμοποιεί πολλαπλά κόστη, η απόδοση του οποίου συγκρίθηκε πειραματικά με τη δρομολόγηση ελάχιστου μήκους διαδρομής. Τα αποτελέσματα έδειξαν ότι σε όλες τις περιπτώσεις ο προτεινόμενος αλγόριθμος επιτυγχάνει μεγαλύτερη ρυθμοαπόδοση. Πιο συγκεκριμένα όταν το δίκτυο είναι ενεργειακά περιορισμένο η μέγιστη επιτυγχανόμενη ρυθμοαπόδοση του ενεργο-αποδοτικού αλγορίθμου είναι διπλάσια από την αντίστοιχη του αλγορίθμου ελάχιστου μήκους διαδρομής.

Στο επόμενο στάδιο η δρομολόγηση με πολλαπλά κόστη συνδυάστηκε με την δυνατότητα να ρυθμίζεται η ισχύς μετάδοσης των κόμβων στα ασύρματα αδόμητα δίκτυα. Η έμφαση εδώ ήταν στη μελέτη της παρεμβολής στη λειτουργία των ασύρματων αδόμητων δικτύων. Για αυτό το λόγο η παρεμβολή, ορισμένη ως ο αριθμός των κόμβων εκτός του αποστολέα και του παραλήπτη που λαμβάνουν το εκάστοτε μεταδιδόμενο σήμα, εντάχθηκε στις παραμέτρους κόστους με βάση τις οποίες γίνεται η δρομολόγηση και ο αλγόριθμος που προέκυψε αξιολογήθηκε πειραματικά σε σύγκριση με άλλες πρακτικές. Πέρα από την παρεμβολή ο προτεινόμενος αλγόριθμος δρομολόγησης χρησιμοποιεί σαν παραμέτρους κόστους, όπως και στα παραπάνω στάδια της διατριβής, τον αριθμό των συνδέσμων της κάθε διαδρομής, την τρέχουσα διαθέσιμη ενέργεια στους κόμβους της και την ισχύ μετάδοσής τους. Η ικανότητα ρύθμισης της ισχύς μετάδοσης των κόμβων συνδέεται με τη χρήση της παρεμβολής ως μια από τις παραμέτρους κόστους του αλγορίθμου δρομολόγησης, καθώς κάθε κόμβος μπορεί να ρυθμίζει την ισχύ με την οποία μεταδίδει στο επιθυμητό επίπεδο. Τα πειραματικά αποτελέσματα δείχνουν ότι ο συνδυασμός αυτός της δρομολόγησης με πολλαπλά κόστη με την ρυθμιζόμενη ισχύ μετάδοσης μπορεί να οδηγήσει σε μειωμένη δημιουργούμενη παρεμβολή και καταναλισκόμενη ενέργεια, βελτιώνοντας με αυτόν τον τρόπο τη γενικότερη απόδοση του δικτύου.

Σαν επόμενο βήμα της δουλειάς, υλοποιήσαμε την δρομολόγηση με πολλαπλά κόστη με κατανεμημένο τρόπο σε ασύρματα αδόμητα δίκτυα. Μέχρι αυτό το σημείο η προσέγγιση της δρομολόγησης με πολλαπλά κόστη στα εν λόγω δίκτυα είχε μελετηθεί είτε σε θεωρητικό επίπεδο είτε υποθέτοντας ότι οι κόμβοι του δικτύου είναι στατικοί και ανά πάσα στιγμή έχουν στη διάθεσή τους πλήρη πληροφορία για την τοπολογία του δικτύου και την κατάσταση των υπόλοιπων κόμβων. Στο συγκεκριμένο στάδιο της διατριβής αξιολογούμε τη δρομολόγηση με πολλαπλές παραμέτρους κόστους σε κινητά ασύρματα αδόμητα δίκτυα ενσωματώνοντάς την σε έναν πλήρως κατανεμημένο αλγόριθμο τον Dynamic Source Routing (DSR). Οι

παράμετροι κόστους που λαμβάνονται υπόψη σχετίζονται με την ενέργεια και τα πειραματικά αποτελέσματα καταδεικνύουν ότι ο προτεινόμενος αλγόριθμος βελτιώνει την απόδοση του δικτύου συγκριτικά με τον πρωτότυπο DSR αλγόριθμο μειώνοντας τη συνολική κατανάλωση ενέργειας και κατανέμοντας την πιο ομοιόμορφα στο δίκτυο. Παράλληλα υπερέχει και όσον αφορά στην πιθανότητα απόρριψης ενός πακέτου αλλά και στη μέση καθυστέρηση παράδοσής του. Τα αποτελέσματα αυτά προέκυψαν για μια σειρά σεναρίων κίνησης των κόμβων.

Τέλος, ένα άλλο βασικό σημείο της συνεισφοράς της διατριβής είναι η ανάπτυξη ενεργο-αποδοτικών αλγορίθμων για ολική (broadcast) και πολλαπλή (multicast)εκπομπή σε ασύρματα αδόμητα δίκτυα. Έχουμε ήδη αναφέρει τη σημασία της ενέργειας για τη λειτουργία των ασύρματων δικτύων. Η ολική και πολλαπλή εκπομπή αποτελούν δυο από τις πιο συχνά χρησιμοποιούμενες λειτουργίες στα συγκεκριμένα δίκτυα δεδομένης της συνεργατικής φύσης της λειτουργίας τους. Στο στάδιο αυτό της διατριβής αναπτύξαμε έναν βέλτιστο όσον αφορά την ενεργο-αποδοτικότητα αλγόριθμο για ολική και πολλαπλή εκπομπή για ασύρματα δίκτυα στα οποία η ισχύς μετάδοσης των κόμβων είναι προκαθορισμένη. Ο αλγόριθμος βασίζεται στην λογική της δρομολόγησης με πολλαπλά κόστη και επιλέγει το βέλτιστο όσον αφορά την ενεργο-αποδοτικότητα σύνολο κόμβων που επιτελεί την ολική ή την πολλαπλή εκπομπή λαμβάνοντας υπόψη: i) την τρέχουσα διαθέσιμη ενέργεια των κόμβων, ii) την ισχύ μετάδοσής τους και iii) το σύνολο των κόμβων που καλύπτονται από τις μεταδόσεις που έχουν επιλεχθεί να γίνουν. Η λειτουργία του αλγορίθμου είναι ίδια ανεξάρτητα από το αν μιλάμε για ολική ή πολλαπλή εκπομπή. Το μόνο που αλλάζει είναι ότι το σύνολο των επιθυμητών παραληπτών στην περίπτωση της ολικής εκπομπής περιλαμβάνει όλους τους κόμβους του δικτύου και όχι ένα υποσύνολό τους όπως συμβαίνει στην πολλαπλή εκπομπή. Ο βέλτιστος αυτός αλγόριθμος έχει μη-πολυωνυμική πολυπλοκότητα και για αυτό προτείνουμε και μια προσεγγιστικά βέλτιστη λύση με πολυωνυμική όμως πολυπλοκότητα. Οι αλγόριθμοι αυτοί αξιολογούνται συγκριτικά με καθιερωμένες λύσεις στο πεδίο της ολικής και πολλαπλής εκπομπής και τα αποτελέσματα δείχνουν ότι οι προτεινόμενες στρατηγικές υπερέχουν αναφορικά τόσο με την κατανάλωση της ενέργειας όσο και με το χρόνο ζωής του δικτύου. Επιπλέον, ο προσεγγιστικά βέλτιστος αλγόριθμος φαίνεται να αποδίδει πάρα πολύ κοντά στον βέλτιστο με πολύ μικρότερο υπολογιστικό κόστος.

1.2.1 Σχετικές Δημοσιεύσεις

Η ερευνητική δουλειά που έγινε στα πλαίσια της εκπόνησης της διδακτορική διατριβής οδήγησε στην δημοσίευση μιας σειράς εργασιών τόσο σε επιστημονικά περιοδικά όσο και σε επιστημονικά συνέδρια. Στη συνέχεια παρατίθεται η πλήρης λίστα.

1.2.1.1 Σε Επιστημονικά Περιοδικά

C. Papageorgiou, P. Kokkinos, E. Varvarigos (2008), *Energy-efficient Multicast and Broadcast Communication in Wireless Networks with Fixed Transmission Power*, υποβληθείσα.

C. Papageorgiou, P. Kokkinos, E. Varvarigos (2008), *Multicast Routing for Energy and Capacity Constrained Ad-hoc Networks*, υποβληθείσα.

N.Karagiorgas, P. Kokkinos, C. Papageorgiou, E. Varvarigos (2008), *Joint Multi-cost Routing and Power Control in Wireless Ad-hoc Networks*, υποβληθείσα.

1.2.1.2 Σε Επιστημονικά Συνέδρια

C. Papageorgiou, P. Kokkinos, E. Varvarigos (2008), *Energy-efficient Multicasting in Wireless Networks with Fixed Node Transmission Power*, υποβληθείσα.

C. Papageorgiou, P. Kokkinos, E. Varvarigos (2008), *Energy-efficient Broadcasting in Wireless Networks with Fixed Node Transmission Power*, υποβληθείσα.

C. Papageorgiou, P. Kokkinos, E. Varvarigos (2008), *Implementing Distributed Multicast Routing in Mobile Ad Hoc Networks using DSR*, 6-th ACM International Workshop on Mobility Management and Wireless Access (**MobiWac**), 2008.

N.M. Karagiorgas, P.C. Kokkinos, C.A. Papageorgiou, E.A. Varvarigos (2007), *Multicast Routing in Wireless Ad-Hoc Networks with Variable Transmission Power*, IEEE 18th International Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications (**PIMRC**), pp.1-5, 2007.

C. Papageorgiou, P. Kokkinos, E. Varvarigos (2006), *Multicast Routing over an Infinite Time Horizon in Energy and Capacity Constrained Wireless Ad-hoc Networks*, In Proceedings **Euro-Par**, pages 931-940, 2006.

P.C. Kokkinos, C.A. Papageorgiou, and E.A. Varvarigos (2005), *Energy-Aware Routing in Wireless Ad-Hoc Networks*, In Proceedings of the Sixth IEEE international Symposium on World of Wireless Mobile and Multimedia Networks (**WoWMoM**), 2005.

1.3 Δομή της διατριβής

Στη συνέχεια η δομή της διατριβής είναι ως εξής. Στο Κεφάλαιο 2 έχουμε μια αναλυτική παρουσίαση της φιλοσοφίας δρομολόγησης με πολλαπλά κόστη. Στα Κεφάλαια 3 και 4 περιγράφεται η εφαρμογή της δρομολόγησης με πολλαπλά κόστη σε ασύρματα αδόμητα δίκτυα στα πλαίσια των προβλημάτων εκκένωσης πακέτων και ανοικτού ορίζοντα. Στο Κεφάλαιο 5 αναλύεται η ένταξη της παρεμβολής στα κριτήρια που ο αλγόριθμος δρομολόγησης με πολλαπλά κόστη λαμβάνει υπόψη και αξιολόγηση της απόδοσής του, ενώ αντίστοιχα στο Κεφάλαιο 6 μελετάται η επίδραση που έχει η κινητικότητα των κόμβων στην λειτουργία της δρομολόγησης με πολλαπλά κόστη.

Στο Κεφάλαιο 7 η ιδέα της δρομολόγησης με πολλαπλά κόστη μεταφέρεται στο πεδίο της πολλαπλής και ολικής εκπομπής και συγκρίνεται με καθιερωμένες λύσεις ως προς την ενεργο-αποδοτικότητά της.

Ο αλγόριθμος με πολλαπλά κόστη

2.1 Εισαγωγή

Μέχρι σήμερα, η πλέον συνηθισμένη πρακτική στη δρομολόγηση συνίσταται στην ανάθεση σε κάθε σύνδεσμο του δικτύου ενός μοναδικού κόστους και η εύρεση με βάση αυτό του μονοπατιού με το ελάχιστο κόστος. Ακόμα κι αν αυτό το μοναδιαίο κόστος αποτελεί αποτέλεσμα συνδυασμού πολλών παραμέτρων, εν τέλει εκφράζει μέσω ενός μεγέθους το κόστος μετάδοσης πάνω από κάθε σύνδεσμο. Αυτή η φιλοσοφία δρομολόγησης έχει κάποια εγγενή μειονεκτήματα. Καταρχήν, τα κριτήρια που μπορεί να χρησιμοποιηθούν για τον χαρακτηρισμό των συνδέσμων και κατ' επέκταση των μονοπατιών, δεν μπορούν να είναι οποιουδήποτε τύπου. Για παράδειγμα παράμετροι που να χρησιμοποιούνται με τρόπο που η μέγιστη ή η ελάχιστη τιμή τους σε όλους τους συνδέσμους ενός μονοπατιού να καθορίζει την τιμή για όλο το μονοπάτι, δεν μπορούν να χρησιμοποιηθούν στην δρομολόγηση μοναδικού κόστους. Επίσης η δρομολόγηση μοναδικού κόστους δεν υποστηρίζει διαφοροποίηση στο χειρισμό των συνόδων (sessions). Όλοι οι κόμβοι του δικτύου λαμβάνουν τις αποφάσεις δρομολόγησης με τα ίδια κριτήρια για όλα τα πακέτα που φθάνουν στον καθένα τους. Για να χειριστεί ένας κόμβος διαφορετικά διαφορετικά δυο πακέτα δυο διαφορετικών συνόδων, πρέπει ο αλγόριθμος υπολογισμού του βέλτιστου μονοπατιού να εκτελεστεί ξεχωριστά για την καθεμία σύνοδο, με το επιθυμητό σε κάθε περίπτωση κριτήριο βελτιστοποίησης. Κάτι τέτοιο φυσικά είναι πρακτικά ασύμφορο και καθιστά την υποστήριξη ποικίλων κλάσεων εξυπηρέτησης, ανάλογα με το απαιτούμενο επίπεδο Ποιότητας Υπηρεσίας κάθε συνόδου, ανέφικτη από την δρομολόγηση μοναδικού κόστους. Επιπρόσθετα, οι περισσότεροι αλγόριθμοι δρομολόγησης μοναδικού κόστους καταλήγουν να επιλέγουν για κάθε ζευγάρι αφετηρίας-προορισμού ένα μόνο μονοπάτι που βελτιστοποιεί το κριτήριο που χρησιμοποιεί ο καθένας. Αυτό έχει σαν αποτέλεσμα την ανισομερή κατανομή του φορτίου κίνησης στο δίκτυο και πιθανά προβλήματα αστάθειας [8].

Στη δρομολόγηση με πολλαπλά κόστη ένα διάνυσμα από παραμέτρους-κόστη V_l , στο οποίο από εδώ και στο εξής θα αναφερόμαστε ως διάνυσμα κόστους, ανατίθεται σε κάθε σύνδεσμο l . Οι παράμετροι αυτές ειδικά για τα ασύρματα αδόμητα δίκτυα, που είναι και το πεδίο της παρούσας εργασίας, για έναν σύνδεσμο $l = (i, j)$ μπορεί να είναι η ενέργεια που ξοδεύει ο κόμβος i για τη μετάδοση στον κόμβο j , η τρέχουσα διαθέσιμη ενέργειά του, η παρεμβολή που δημιουργείται από τη μετάδοση αυτή, η χωρητικότητα του συνδέσμου κ.α. Συνδυάζοντας τα διανύσματα κόστους των συνδέσμων που απαρτίζουν κάθε μονοπάτι παράμετρο προς παράμετρο με βάση έναν συσχετιστικό τελεστή προκύπτει ένα αντίστοιχο διάνυσμα κόστους για το μονοπάτι. Ορίζουμε ότι ένα μονοπάτι p_1 κυριαρχεί σε ένα μονοπάτι p_2 που

αντιστοιχεί στο ίδιο ζευγάρι αφετηρίας-προορισμού αν το p_1 υπερέχει του p_2 σε όλες τις παραμέτρους-κόστη που αποτελούν το διάνυσμα κόστους του καθενός. Το σύνολο των μη-κυριαρχημένων μονοπατιών P_{n-d} για ένα δεδομένο ζευγάρι κόμβων αφετηρίας-προορισμού ορίζεται ως το σύνολο των μονοπατιών με την ιδιότητα κανένα μονοπάτι που ανήκει στο P_{n-d} να κυριαρχεί σε άλλο μονοπάτι του P_{n-d} . Στο σύνολο των μη-κυριαρχημένων μονοπατιών εφαρμόζεται μια συνάρτηση βελτιστοποίησης που συνδυάζει τις παραμέτρους-κόστη των διανυσμάτων τους έτσι ώστε να προκύψει το τελικό κόστος κάθε μονοπατιού με βάση το οποίο επιλέγεται εκείνο με το βέλτιστο προς χρήση μονοπάτι. Η δρομολόγηση με πολλαπλά κόστη παρουσιάζεται στην εργασία [29].

Οι αλγόριθμοι δρομολόγησης με πολλαπλά κόστη αποτελούνται από δύο φάσεις λειτουργίας. Στην πρώτη υπολογίζουν το σύνολο των μη-κυριαρχημένων μονοπατιών για ένα δεδομένο ζευγάρι κόμβων αφετηρίας-προορισμού και στη δεύτερη επιλέγουν το βέλτιστο μονοπάτι μέσω μιας συνάρτησης βελτιστοποίησης που εφαρμόζουν. Η επιλογή της συνάρτησης βελτιστοποίησης παίζει πολύ σημαντικό ρόλο στη λειτουργία ενός αλγορίθμου δρομολόγησης με πολλαπλά κόστη, αφού καθορίζει τον τρόπο με τον οποίο θα συνδυαστούν οι παράμετροι που λαμβάνονται υπόψη δίνοντας βάρος σε καθεμία ανάλογα με τις ανάγκες του δικτύου ή και τις απαιτήσεις Ποιότητας Υπηρεσίας (Quality of Service) της εισερχόμενης κίνησης. Έτσι λοιπόν στη δρομολόγηση με πολλαπλά κόστη υπάρχει η δυνατότητα εξατομικευμένου χειρισμού των εισερχόμενων συνόδων ανάλογα με τις απαιτήσεις εξυπηρέτησης της καθεμιάς μιας και το να βρεθεί το βέλτιστο μονοπάτι για διαφορετική συνάρτηση βελτιστοποίησης δεν απαιτεί τον επανυπολογισμό του συνόλου των μη-κυριαρχημένων μονοπατιών.

Η δρομολόγηση με πολλαπλά κόστη είναι μια γενικότερη έκδοση της δρομολόγησης με πολλαπλούς περιορισμούς (multi-constrained routing) που έχει εξεταστεί εκτενώς στη βιβλιογραφία, κυρίως όμως για την περίπτωση των ενσύρματων δικτύων. Στο πρόβλημα της δρομολόγησης με πολλαπλούς περιορισμούς, για κάθε παράμετρο κόστους που χρησιμοποιείται υπάρχει ένας προορισμός και ο στόχος είναι να βρεθούν μονοπάτια που να ικανοποιούν όλους τους περιορισμούς αυτούς. Από την άλλη μεριά, στο πρόβλημα της δρομολόγησης με πολλαπλά κόστη δεν υπάρχουν περιορισμοί και ο σκοπός είναι να βρεθούν μονοπάτια που να είναι καλύτερα από όλα τα υπόλοιπα ως προς όλες ή μερικές από τις παραμέτρους κόστους που χρησιμοποιούνται με βάση μια συνάρτηση βελτιστοποίησης. Επομένως, η δρομολόγηση με πολλαπλά κόστη μπορεί να θεωρηθεί μια γενική έκδοση της δρομολόγησης με πολλαπλούς περιορισμούς, αφού η δεύτερη προκύπτει από την πρώτη αν θεωρήσουμε άπειρους τους περιορισμούς κάθε παραμέτρου.

2.2 Σχετική δουλειά

Παρά τη δυναμική της, η δρομολόγηση με πολλαπλά κόστη δεν έχει γίνει ακόμα αντικείμενο εκτενούς μελέτης. Στις εργασίες [32, 33] μελετώνται γενικοί αλγόριθμοι δρομολόγησης με δυο παραμέτρους κόστους, ενώ ειδικές περιπτώσεις του ίδιου

προβλήματος αποτελούν το αντικείμενο των [57, 3, 14]. Επίσης αρκετή δουλειά έχει γίνει γύρω από το πρόβλημα του γρηγορότερου μονοπατιού [17, 36, 77].

Ο αλγόριθμος με πολλαπλά κόστη αποτελεί μια γενικότερη μορφή ενός αλγορίθμου δρομολόγησης με πολλαπλούς περιορισμούς (multi-constrained), στην οποία δεν υπάρχουν περιορισμοί. Το συγκεκριμένο πεδίο έχει προσελκύσει σημαντικό ενδιαφέρον τα τελευταία χρόνια, με περισσότερη όμως έμφαση να έχει δοθεί στον τομέα των ενσύρματων δικτύων [86, 93, 15, 45, 60]. Στις εργασίες [86, 59] αποδεικνύεται μάλιστα ότι το να βρεθούν μονοπάτια με βάση δυο ή περισσότερα κριτήρια ή περιορισμούς είναι NP-πλήρες πρόβλημα. Έτσι οι πιο πολλοί αλγόριθμοι που έχουν προταθεί στο συγκεκριμένο πεδίο αποτελούν ευριστικές (heuristic) λύσεις που λύνουν το συγκεκριμένο πρόβλημα σε πολυωνυμικό ή ψευδοπολυωνυμικό χρόνο. Ωστόσο, λίγη προσοχή έχει δοθεί στις παραμέτρους-κόστη που χρησιμοποιούνται και την επίδραση που αυτές έχουν στην απόδοση του δικτύου. Το πρόβλημα της δρομολόγησης με πολλαπλούς περιορισμούς έχει μελετηθεί λιγότερο για την περίπτωση των ασύρματων αδόμητων δικτύων, παρότι στα τελευταία υπάρχουν σημαντικοί περιορισμοί αναφορικά με την αξιοπιστία, την ενέργεια και την χωρητικότητα, που δεν υφίστανται στο πεδίο των ενσύρματων δικτύων. Στην εργασία [34] οι συγγραφείς προτείνουν μια πιθανοτική μοντελοποίηση της κατάστασης κάθε συνδέσμου σε ασύρματα δίκτυα αισθητήρων και μέσω ενός προσεγγιστικού αλγορίθμου με πολλαπλά μονοπάτια για κάθε ζευγάρι πηγής-προορισμού επιτυγχάνουν δρομολόγηση ικανοποιώντας περιορισμούς Ποιότητας Υπηρεσίας σχετικούς με καθυστέρηση διάδοσης και αξιοπιστία. Στην [55] παρουσιάζεται ένας αλγόριθμος με πολλαπλούς περιορισμούς σχεδιασμένος να προσφέρει Ποιότητα Υπηρεσίας ο οποίος χρησιμοποιεί την τεχνική simulated annealing. Οι συγγραφείς της προτείνουν έναν αλγόριθμο βασισμένο σε αναζήτηση πρώτα κατά βάθος (depth-first-search) που λύνει το γενικό πρόβλημα δρομολόγησης με k περιορισμούς σε χρόνο ψευδο-πολυωνυμικής πολυπλοκότητας. Στις εργασίες [6] και [71] δυο πολύ γνωστοί αλγόριθμοι για ασύρματα αδόμητα δίκτυα, ο Optimized Link State Routing (OLSR) και ο Ad hoc On demand Distance Vector (AODV) αντίστοιχα, επεκτείνονται προκειμένου να υποστηρίξουν θέματα Ποιότητας Υπηρεσίας (Quality of Service) κάνοντας χρήση πολλαπλών περιορισμών. Οι περιορισμοί στους οποίους εστιάζουν είναι το εύρος ζώνης και η καθυστέρηση μετάδοσης. Τέλος, στην [16] προτείνεται ένας αλγόριθμος σχεδιασμένος για Ποιότητα Υπηρεσίας για ασύρματα αδόμητα δίκτυα, ο οποίος χρησιμοποιεί την τεχνική της πλημμύρας.

2.3 Ο αλγόριθμος

2.3.1 Ορισμοί

Στην δρομολόγηση με πολλαπλά κόστη, σε κάθε σύνδεσμο του δικτύου ανατίθεται ένα διάνυσμα με παραμέτρους-κόστη. Με βάση τα διανύσματα κόστους των συνδέσμων που απαρτίζουν ένα μονοπάτι, προκύπτει ένα αντίστοιχο διάνυσμα κόστους του μονοπατιού. Πιο συγκεκριμένα, συμβολίζουμε με $v_l = (v_{1l}, v_{2l}, \dots, v_{kl})$ το διάνυσμα κόστους ενός συνδέσμου του δικτύου l , με $V(P) = (V_1, V_2, \dots, V_k)$ το αντίστοιχο

διάνυσμα κόστους του μονοπατιού P που απαρτίζεται από τους συνδέσμους $l = 1, 2, \dots, L$ και με $f(V)$ την συνάρτηση βελτιστοποίησης που πρέπει να ελαχιστοποιηθεί έτσι ώστε να επιλεγεί το βέλτιστο μονοπάτι. Ο υπολογισμός των μη-κυριαρχημένων μονοπατιών P προκύπτει από τα διανύσματα κόστους v_l των συνδέσμων l , όπου $l = 1, 2, \dots, L$, που το απαρτίζουν εφαρμόζοντας έναν μονοτονικό συσχετιστικό τελεστή $\odot$ σε κάθε παράμετρο κόστους:

$$V_m = \odot_{l=1}^L v_{ml}$$

Ως μονοτονικότητα ορίζουμε ότι σύμφωνα με τον τελεστή θα πρέπει να ισχύει είτε $a \odot b \geq a$ για όλα τα $a, b \geq 0$ είτε $a \odot b \leq a$ για όλα τα $a, b \geq 0$, αλλά όχι και τα δυο ταυτόχρονα. Το κόστος ενός μονοπατιού P ορίζεται ως το αποτέλεσμα της εφαρμογής της συνάρτησης βελτιστοποίησης $f(V)$ στο διάνυσμα κόστους $V(P)$ του. Ο αλγόριθμος τελικά επιλέγει το μονοπάτι εκείνο με το ελάχιστο κόστος.

2.3.2 Οι παράμετροι κόστους

Κάθε στοιχείο του διανύσματος κόστους μονοπατιού χαρακτηρίζεται από τον τρόπο με τον οποίο προκύπτει από τα επιμέρους διανύσματα κόστους των συνδέσμων που απαρτίζουν το μονοπάτι, δηλαδή από τον συσχετιστικό τελεστή, και από το κριτήριο που πρέπει να εφαρμοστεί σε αυτό, που μπορεί να είναι ελαχιστοποίηση ή μεγιστοποίηση. Για παράδειγμα αν η συνάρτηση βελτιστοποίησης $f(V_1, V_2, \dots, V_k)$ είναι αύξουσα (αντίστοιχα φθίνουσα) ως προς την παράμετρο V_i , τότε έχουμε ένα πρόβλημα ελαχιστοποίησης (αντίστοιχα μεγιστοποίησης) ως προς αυτήν. Στην παρούσα μελέτη του αλγορίθμου δρομολόγησης με πολλαπλά κόστη μας ενδιαφέρουν παράμετροι κόστους που ανήκουν στις παρακάτω κατηγορίες:

- προσθετικές, όπου

$$V_m = \sum_{l=1}^L v_{ml}, \quad v_{ml} \geq 0$$

και η f είναι αύξουσα ως προς την V_m άρα στόχος είναι η ελαχιστοποίησή της

- περιοριστικές, όπου

$$V_m = \min_{l=1, \dots, L} \{v_{ml}\}$$

και η f είναι φθίνουσα ως προς την V_m άρα στόχος είναι η μεγιστοποίησή της, και

- αντιπροσωπευτικές κατά μέγιστο, όπου

$$V_m = \max_{l=1, \dots, L} \{v_{ml}\}$$

και η f είναι αύξουσα ως προς την V_m άρα στόχος είναι η ελαχιστοποίησή της.

Χαρακτηριστικό παράδειγμα προσθετικής παραμέτρου είναι η καθυστέρηση διάδοσης ενός πακέτου μέσω ενός συνδέσμου. Προσθέτοντας τις επιμέρους

καθυστερήσεις για τους συνδέσμους ενός μονοπατιού προκύπτει η συνολική καθυστέρηση μιας μετάδοσης μέσω αυτού. Επομένως μετά και την εφαρμογή της συνάρτησης βελτιστοποίησης f (η οποία θα είναι αύξουσα σε σχέση με αυτήν την παράμετρο), από τα υποψήφια μονοπάτια θα επιλεγεί εκείνο με την μικρότερη συνολική καθυστέρηση διάδοσης. Επίσης ο αριθμός των συνδέσμων μπορεί να ενσωματωθεί σαν μια προσθετική παράμετρος που θα είναι ίση με ένα για κάθε έναν από τους συνδέσμους του μονοπατιού, έτσι ώστε συνολικά το άθροισμα να δίνει το μήκος του μονοπατιού. Επιπρόσθετα, αν u_{ml} είναι η ενέργεια που καταναλώνεται στο σύνδεσμο l τότε το V_m αντιπροσωπεύει την συνολική ενέργεια που καταναλώνεται στο μονοπάτι, η οποία πρέπει να ελαχιστοποιηθεί. Επομένως και η ενέργεια μπορεί αποτελέσει προσθετική παράμετρο. Μια άλλη ενδιαφέρουσα περίπτωση προκύπτει όταν $u_{ml} \in [0, 1]$ αναπαριστά την πιθανότητα ο σύνδεσμος l να είναι λειτουργικός. Τότε το $V_m = \prod_{l=1}^L v_{ml}$, όπου το l διατρέχει όλους τους συνδέσμους σε ένα μονοπάτι, αντιπροσωπεύει την πιθανότητα το μονοπάτι να είναι λειτουργικό. Για να προτιμά ο αλγόριθμος με πολλαπλά κόστη τα πιο αξιόπιστα μονοπάτια η συνάρτηση βελτιστοποίησης φ πρέπει να είναι φθίνουσα ως προς το V_m . Στην ουσία όμως, μια τέτοια παράμετρος εύκολα μπορεί να μετατραπεί σε προσθετική κάνοντας την ακόλουθη μετατροπή $v'_{m1} = -\ln v_{m1}, \dots, v'_{ml} = -\ln v_{ml}$, όπου $v'_{ml} \geq 0$. Έτσι λειτουργώντας όπως σε όλες τις προσθετικές παραμέτρους, ο αλγόριθμος προκειμένου να μεγιστοποιήσει την αξιοπιστία ενός μονοπατιού V_m πρέπει να ελαχιστοποιήσει την $V'_m = \sum_{l=1}^L v'_{ml}$.

Παράδειγμα περιοριστικής παραμέτρου είναι η χωρητικότητα ενός συνδέσμου. Αν v_{ml} είναι η διαθέσιμη χωρητικότητα του συνδέσμου l , τότε η χωρητικότητα ολόκληρου του μονοπατιού είναι η ελάχιστη από όλους τους συνδέσμους που το απαρτίζουν, δηλαδή $V_m = \min_{l=1, \dots, L} \{v_{ml}\}$. Η συνάρτηση βελτιστοποίησης f σε αυτήν την περίπτωση πρέπει να είναι φθίνουσα ως προς το V_m προκειμένου ο αλγόριθμος με πολλαπλά κόστη να δίνει προτεραιότητα σε μονοπάτια με λιγότερη συμφόρηση. Μια άλλη ενδιαφέρουσα περίπτωση προκύπτει όταν το v_{ml} αντιπροσωπεύει την τρέχουσα ενέργεια του κόμβου που μεταδίδει στο σύνδεσμο l . Τότε το $V_m = \min_{l=1, \dots, L} \{v_{ml}\}$ αναπαριστά την ελάχιστη τρέχουσα ενέργεια πάνω στους κόμβους του δικτύου, την οποία μας ενδιαφέρει να μεγιστοποιήσουμε.

Τέλος ένα παράδειγμα μιας αντιπροσωπευτικής κατά μέγιστο παραμέτρου είναι όταν το v_{ml} αναπαριστά την ενέργεια που ξοδεύεται κατά την μετάδοση ενός πακέτου μέσω του συνδέσμου l . Σε αυτήν την περίπτωση το $V_m = \max_{l=1, \dots, L} \{v_{ml}\}$ είναι η πιο ακριβή σε ενεργειακό κόστος μετάδοση στους συνδέσμους του μονοπατιού. Ένα άλλο παράδειγμα είναι όταν το v_{ml} αναπαριστά το ρυθμό λαθών (Bit Error Rate-BER) του συνδέσμου l . Τότε το $V_m = \max_{l=1, \dots, L} \{v_{ml}\}$ ισούται με το υψηλότερο BER στο μονοπάτι, που είναι μια καλή εκτίμηση (τουλάχιστον σαν τάξη μεγέθους) του BER ολόκληρου του μονοπατιού.

Πρέπει εδώ να σημειωθεί ότι οι παραπάνω παράμετροι είναι μονάχα μερικοί από αυτούς που μπορεί να ενσωματωθούν στην δρομολόγηση με βάση πολλαπλά κριτήρια. Για παράδειγμα θα μπορούσαν να συμπεριληφθούν στον αλγόριθμο με πολλαπλά κόστη δυαδικές παράμετροι κόστους u_{ml} αναπαριστώντας το αν είναι σε λειτουργία ένας σύνδεσμος, αν μπορεί να υποστηρίξει ένα συγκεκριμένο πρωτόκολλο, αν είναι

αξιόπιστος ή οποιαδήποτε άλλη ιδιότητα. Τότε δυαδικοί τελεστές, όπως οι AND, OR κ.α., θα χρησιμοποιούνταν για να προκύψουν οι αντίστοιχες παράμετροι για τα μονοπάτια. Στους δυαδικούς τελεστές που θα μπορούσαν να χρησιμοποιηθούν δεν περιλαμβάνεται ο XOR μιας και δεν έχει την ιδιότητα της μονοτονικότητας. Στην παρούσα εργασία ασχολούμαστε μόνο με τις τρεις προαναφερθείσες κατηγορίες παραμέτρων κόστους αλλά ο αλγόριθμος που παρουσιάζουμε μπορεί να λειτουργήσει χωρίς διαφοροποιήσεις και με οποιοδήποτε άλλο είδος παραμέτρων που ικανοποιεί τις προδιαγραφές που δώσαμε παραπάνω.

Η λειτουργία του αλγορίθμου δρομολόγησης με πολλαπλά κόστη χωρίζεται σε δύο φάσεις. Στην πρώτη φάση υπολογίζεται το σύνολο των υποψήφιων μονοπατιών για ένα δεδομένο ζευγάρι κόμβων αφετηρίας-προορισμού και στη δεύτερη επιλέγεται το βέλτιστο από αυτά με βάση τη συνάρτηση βελτιστοποίησης $f(V)$ που χρησιμοποιείται.

2.3.3 Ο υπολογισμός των μη-κυριαρχημένων μονοπατιών

Το σύνολο των υποψήφιων μονοπατιών που παράγει ο αλγόριθμος με πολλαπλά κόστη κατά την πρώτη φάση λειτουργίας του, αποτελείται από τα λεγόμενα *μη-κυριαρχημένα* μονοπάτια. Αυτά είναι μονοπάτια για τα οποία δεν μπορεί να βρεθεί άλλο μονοπάτι που να υπερέχει σε όλες τις παραμέτρους-κόστη που λαμβάνει υπόψη του ο αλγόριθμος με πολλαπλά κόστη για τους συνδέσμους και κατ' επέκταση για τα μονοπάτια. Έστω p και p' δυο μονοπάτια που ανάμεσα στο ίδιο ζευγάρι κόμβων και $V = (V_1, V_2, \dots, V_k)$ και $V' = (V'_1, V'_2, \dots, V'_k)$ αντίστοιχα διανύσματα κόστους τους. Ας υποθέσουμε, χωρίς χάσιμο της γενικότητας, ότι οι πρώτες s παράμετροι είναι προσθετικές, οι επόμενες t περιοριστικές και οι υπόλοιπες αντιπροσωπευτικές κατά μέγιστο. Τότε η συνάρτηση βελτιστοποίησης f είναι αύξουσα ως προς τις προσθετικές και τις αντιπροσωπευτικές κατά μέγιστο, ενώ είναι φθίνουσα ως προς τις περιοριστικές. Λέμε ότι το μονοπάτι p κυριαρχεί στο p' αν

$$\begin{aligned} V_1 &\leq V'_1, V_2 \leq V'_2, \dots, V_s \leq V'_s, \\ V_{s+1} &\geq V'_{s+1}, V_{s+2} \geq V'_{s+2}, \dots, V_{s+t} \geq V'_{s+t}, \\ V_{s+t+1} &\leq V'_{s+t+1}, V_{s+t+2} \leq V'_{s+t+2}, \dots, V_k \leq V'_k \end{aligned}$$

και η ανισότητα ισχύει τουλάχιστον μια φορά. Ένα παράδειγμα υπολογισμού του συνόλου των μη-κυριαρχημένων μονοπατιών φαίνεται στο Σχήμα 2.1, όπου μια προσθετική παράμετρος h και μια περιοριστική παράμετρος R χρησιμοποιούνται.

Η ιδιότητα αυτή που επιβάλλει ο αλγόριθμος με πολλαπλά κόστη στο σύνολο των υποψήφιων μονοπατιών που συμμετέχουν στην επιλογή του βέλτιστου μονοπατιού, έχει σαν αποτέλεσμα τη δραστική μείωση του αριθμού τους και έτσι την αντίστοιχη μείωση στην πολυπλοκότητα του αλγορίθμου.

Στην [29] έχει προταθεί ένας αλγόριθμος για τον υπολογισμό των μη-κυριαρχημένων μονοπατιών που στην ουσία αποτελεί μια γενικότερη έκδοση του αλγορίθμου του Dijkstra [21]. Η βασική ιδέα του αλγορίθμου του Dijkstra είναι ότι βρίσκει τα συντομότερα μονοπάτια από έναν κόμβο προς όλους τους άλλους κόμβους του δικτύου με από το εκείνο με το μικρότερο μήκος προς εκείνο με το μεγαλύτερο. Αρχίζοντας από τον κόμβο-αφετηρία, προσθέτει στους κόμβους για τους οποίους έχει

Σχήμα 2.1: Υπολογισμός του συνόλου των μη-κυριαρχημένων μονοπατιών για δεδομένο ζευγάρι κόμβων αφετηρίας-προορισμού, για την περίπτωση δύο παραμέτρων κόστους. Κάθε τελεία αναπαριστά το διάνυσμα κόστους ενός μονοπατιού. Οι παράμετροι κόστους του διανύσματος αυτού είναι μια προσθετική παράμετρος h (π.χ. το μήκος του μονοπατιού ή η καθυστέρηση) και μια περιοριστική παράμετρος R (π.χ. η τρέχουσα διαθέσιμη ενέργεια στους κόμβους του μονοπατιού ή η χωρητικότητα). (a) Όλα τα διαθέσιμα μονοπάτια για το δεδομένο ζευγάρι αφετηρίας-προορισμού (b) Επιλέγοντας τα μη-κυριαρχημένα μονοπάτια ανάμεσά τους. (c) Το σύνολο των μη-κυριαρχημένων μονοπατιών, δηλαδή μονοπάτια που έχουν και μεγαλύτερο R αλλά και μικρότερο h από κάποια από αυτά που απορρίφθηκαν.

βρει συντομότερο μονοπάτι κάθε φορά τον κόμβο στον οποίο μπορεί να φτάσει με το ελάχιστο κόστος.

Ο αλγόριθμος για την εύρεση του συνόλου των μη-κυριαρχημένων μονοπατιών ακολουθεί παρόμοια λογική. Πρώτα επιλέγει ένα μη-κυριαρχημένο μονοπάτι από τον κόμβο-αφετηρία προς έναν από τους άμεσους γείτονές του. Στο επόμενο βήμα ένα μη-κυριαρχημένο μονοπάτι ανάμεσα στον κόμβο-αφετηρία και έναν από τους γείτονές του ή ανάμεσα στον κόμβο-αφετηρία και έναν από τους γείτονες του κόμβου που ανακαλύφθηκε στο πρώτο βήμα κ.ο.κ. Οι κυριότερες διαφορές του αλγόριθμου εύρεσης των μη-κυριαρχημένων μονοπατιών από τον αλγόριθμο του Dijkstra είναι ότι αντί για ένα μονοπάτι για κάθε ζευγάρι αφετηρίας-προορισμού επιλέγει ένα σύνολο μονοπατιών και ότι όταν ένας κόμβος μπορεί να ληφθεί υπόψη περισσότερες από μια φορές κατά τη διάρκεια του αλγορίθμου.

Στη συνέχεια και πριν δώσουμε μια τυπική περιγραφή του αλγορίθμου θα παρουσιάσουμε ένα παράδειγμα εκτέλεσής του για το δίκτυο του Σχήματος 2.2. Στο παράδειγμα αυτό έχουμε μόνο δυο κόστη στα διανύσματα, κατά σειρά την ενέργεια που απαιτείται για την μετάδοση μέσω του συνδέσμου (που είναι προσθετική) και την διαθέσιμη ενέργεια στον κόμβο-αφετηρία του συνδέσμου (που είναι περιοριστική). Όταν για έναν κόμβο δεν έχει ακόμα βρεθεί μονοπάτι θεωρούμε ότι το μονοπάτι έχει άπειρη ενέργεια μετάδοσης και μηδενικά αποθέματα ενέργειας.

Σχήμα 2.2: Το δίκτυο για το παράδειγμα εκτέλεσης του αλγορίθμου εύρεσης του συνόλου των μη-κυριαρχημένων μονοπατιών για κόμβο-αφετηρία τον Α. Κάθε σύνδεσμος χαρακτηρίζεται από ένα διάνυσμα (T, R) με δυο κόστη από τα οποία το T είναι προσθετικό (π.χ. η ενέργεια που δαπανάται για τη μετάδοση μέσω του συνδέσμου) και το R περιοριστικό (π.χ. η τρέχουσα διαθέσιμη ενέργεια του κόμβου που μεταδίδει στο σύνδεσμο).

Στις στήλες με μονό αριθμό φαίνονται τα βήματα ανακάλυψης νέων μονοπατιών για κάθε κόμβο, ενώ σε εκείνες με ζυγό το σύνολο των μονοπατιών για κάθε κόμβο. Τα μονοπάτια που είναι γραμμένα με έντονους χαρακτήρες είναι μη-κυριαρχημένα και είναι αυτά που αποκλειστικά χρησιμοποιούνται για την ανακάλυψη νέων μονοπατιών. Όπως είναι φυσικό στο τέλος του αλγορίθμου μόνο τέτοια μονοπάτια έχουν απομείνει,

αφού σε κάθε βήμα τα κυριαρχημένα μονοπάτια απορρίπτονται. Το σύμβολο «+» αναπαριστά τη συσχέτιση δυο συνδέσμων για τον υπολογισμό του διανύσματος κόστους του μονοπατιού από τα αντίστοιχα διανύσματά τους.

Ο αλγόριθμος εκτελείται προκειμένου ο κόμβος A να ανακαλύψει τα μη-κυριαρχημένα μονοπάτια προς όλους τους υπόλοιπους κόμβους του δικτύου. Αρχικά λοιπόν ο A έχει υποψήφια για χρήση μονοπάτια μόνο για τους άμεσους γείτονές του, τον B και τον Γ . Επειδή το μονοπάτι προς τον Γ υπερέχει αναφορικά με το πρώτο κόστος, εμφανίζει δηλαδή μικρότερη δαπανώμενη ενέργεια, επιλέγεται ο κόμβος Γ . Στο επόμενο βήμα λαμβάνονται υπόψη οι σύνδεσμοι ΓB και ΓE , οπότε υπολογίζονται τα διανύσματα για τα νέα υποψήφια μονοπάτια ($A\Gamma B$ και $A\Gamma E$). Ως επόμενος κόμβος επιλέγεται ο B με ανάλογο με το πρώτο βήμα τρόπο. Ο σύνδεσμος $B\Delta$ χρησιμοποιείται για την ανακάλυψη μονοπατιού και για τον Δ , ο οποίος μέχρι τώρα ήταν ο μόνος για τον οποίο ο A δεν είχε υποψήφια διαδρομή. Τώρα από τα μονοπάτια που δεν έχουν σημειωθεί ως μη-κυριαρχημένα, τα $A\Gamma B$ ($4,3,A$) και $A\Gamma B\Delta$ ($4,2,B$) είναι ίσα ως αναφορά την ενέργεια μετάδοσης, οπότε χρησιμοποιείται σαν κριτήριο η δεύτερη παράμετρος κόστους, που είναι η διαθέσιμη ενέργεια. Έτσι επιλέγεται το $A\Gamma B$ αφού υπερिशύει έχοντας μεγαλύτερη ελάχιστη διαθέσιμη ενέργεια στους κόμβους του. Στο επόμενο βήμα, λαμβάνονται υπόψη και οι σύνδεσμοι $B\Gamma$ και BA , οπότε εξετάζεται το μονοπάτι $AB\Gamma$ ($5,2,B$) και το $AB\Delta$ ($5,3,B$). Το πρώτο απορρίπτεται αφού κυριαρχείται από το $A\Gamma$ ($2,4,A$) ενώ το δεύτερο λαμβάνει κανονικά μέρος στον αλγόριθμο αφού ενώ υπολείπεται του $A\Gamma B\Delta$ ($4,2,B$) στο πρώτο κόστος, υπερिशύει στο δεύτερο. Προχωρώντας στο έκτο βήμα ως μη-κυριαρχημένο σημειώνεται το μονοπάτι $A\Gamma B\Delta$ ($4,2,B$) και το νέο μονοπάτι που εξετάζεται είναι το $A\Gamma B\Delta E$ ($6,2,\Delta$). Στη συνέχεια όλα τα μονοπάτια που εξετάζονται κυριαρχούνται από τα ήδη υπάρχοντα, τα οποία είναι αυτά που στο τέλος απαρτίζουν το σύνολο των μη-κυριαρχημένων μονοπατιών του A προς όλους τους κόμβους του δικτύου. Ολόκληρη η εξέλιξη του αλγορίθμου φαίνεται αναλυτικά στον Πίνακα 2.1.

2.3.3.1 Τυπική περιγραφή αλγορίθμου

Έπειτα από την παραπάνω παρουσίαση των βασικών πτυχών λειτουργίας του αλγορίθμου, σε αυτήν την ενότητα θα δώσουμε την τυπική περιγραφή του. Κάποιες υποθέσεις και συμβολισμοί αρχικά, έστω ότι τα διανύσματα κόστους είναι k -διάστατα και ότι οι πρώτες s παράμετροι είναι προσθετικές, οι επόμενες t περιοριστικές και οι υπόλοιπες $k - (s + t)$ αντιπροσωπευτικές κατά μέγιστο. Οι προσθετικές και οι αντιπροσωπευτικές κατά μέγιστο παράμετροι πρέπει να ελαχιστοποιηθούν, ενώ οι περιοριστικές να μεγιστοποιηθούν. Με v_{ij} αναπαριστούμε το διάνυσμα κόστους του συνδέσμου (i, j) . Κάθε μονοπάτι από έναν κόμβο προς την αφετηρία χαρακτηρίζεται από μια ετικέτα που περιλαμβάνει το διάνυσμα με τα κόστη του και τον πρώτο κόμβο στη διαδρομή προς την αφετηρία. Στην πραγματικότητα οι όροι μονοπάτι και ετικέτα χρησιμοποιούνται παρακάτω ως συνώνυμοι. Ο κόμβος-αφετηρία ορίζεται ως ο 1.

Έστω W_i το σύνολο των ετικετών του κόμβου-παραλήπτη i και $W = \bigcup_{i \neq 1} W_i$ το σύνολο όλων των ετικετών του δικτύου. Αρχικά κάθε κόμβος (εκτός από την

	0	1	2	3	4	5	6	7
B	(4,3,A)	(1,2)+(2,4) (3,2,Γ)	(3,2,Γ) (4,3,A)		(3,2,Γ) (4,3,A)		(3,2,Γ) (4,3,A)	
Γ	(2,4,A)		(2,4,A)		(2,4,A)	(1,2)+(4,3) (5,2,B)	(2,4,A)	
Δ	(∞,0,-)		(∞,0,-)	(1,4)+(3,2)	(4,2,B)	(1,4)+(4,3) (5,2,B)	(4,2,B)	
E	(∞,0,-)	(5,3)+(2,4) (7,3,Γ)	(7,3,Γ)		(7,3,Γ)		(7,3,Γ)	(2,2)+(4,2) (6,2,Δ)
	8	9	10	11	12	13	14	
B	(3,2,Γ) (4,3,A)		(3,2,Γ) (4,3,A)		(3,2,Γ) (4,3,A)		(3,2,Γ) (4,3,A)	
Γ	(2,4,A)		(2,4,A)	(5,3)+(6,2) (5,2,B)	(2,4,A)		(2,4,A)	
Δ	(4,2,B) (5,3,B)		(4,2,B) (5,3,B)		(4,2,B) (5,3,B)	(2,2)+(7,3) (9,2,E)	(4,2,B) (5,3,B)	
E	(6,2,Δ) (7,3,Γ)	(2,2)+(5,3) (7,3,B)	(6,2,Δ) (7,3,Γ)		(6,2,Δ) (7,3,Γ)		(6,2,Δ) (7,3,Γ)	

Πίνακας 2.1: Εξέλιξη του αλγορίθμου εύρεσης των μη-κυριαρχημένων μονοπατιών από τον κόμβο A προς όλους τους άλλους για το δίκτυο του Σχήματος 2.2.

αφετηρία) έχει μια ετικέτα που αντιστοιχεί στο σύνδεσμο που τον συνδέει άμεσα με την αφετηρία. Όσοι δεν είναι άμεσοι γείτονες της αφετηρίας παίρνουν μια ετικέτα αρχικοποίησης στην οποία οι προσθετικές και οι αντιπροσωπευτικές κατά μέγιστο παράμετροι είναι ίσες με άπειρο, ενώ οι περιοριστικές ίσες με μηδέν.

Σε κάθε βήμα ο αλγόριθμος σημειώνει ετικέτες (μονοπάτια) του συνόλου W ως τελικές. Έστω $W^d \subset W$ το διαμορφούμενο αυτό σύνολο των τελικών ετικετών για όλους τους κόμβους-προορισμούς και $W_i^d \subset W_i$ το αντίστοιχο σύνολο για τον προορισμό i . Τέλος έστω $T \subset N - 1$ το σύνολο των κόμβων με τουλάχιστον μια τελική ετικέτα. Ακολουθούν τα βήματα του αλγορίθμου.

Αρχικοποίηση $W = \{2, 3, \dots, N\}, W^d = \emptyset, T = \emptyset$

1ο βήμα Το μονοπάτι του οποίου το διάνυσμα κόστους ελαχιστοποιεί το πρώτο στοιχείο επιλέγεται. Σε περίπτωση που ισοδυναμία, η επιλογή γίνεται με βάση το δεύτερο στοιχείο των διανυσμάτων κ.ο.κ. Όταν πρόκειται για προσθετικές ή αντιπροσωπευτικές κατά μέγιστο παραμέτρους επικρατεί το μονοπάτι με την μικρότερη τιμή, ενώ όταν πρόκειται για περιοριστικές παραμέτρους επικρατεί το μονοπάτι με την μεγαλύτερη τιμή. Έστω V το διάνυσμα κόστους του επιλεγμένου μονοπατιού και i ο κόμβος στον οποίο αντιστοιχεί. Ο αλγόριθμος εκτελεί τις παρακάτω ενημερώσεις.

$$W_i^d := W_i^d \cup \{V\}, W^d := W^d \cup \{V\}, T := T \cup \{i\}.$$

2ο βήμα Οι γείτονες του κόμβου i (εκτός από τον κόμβο-αφετηρία και τον τελευταίο κόμβο στο μονοπάτι από την αφετηρία μέχρι τον i) λαμβάνονται τώρα υπόψη και οι ετικέτες τους ενημερώνονται. Έστω λοιπόν ότι ο j είναι ένας από αυτούς και U το διάνυσμα του με τα κόστη. Το U ενημερώνεται και παίρνει την τιμή $U = V + v_{ij}$ ενώ σαν ο τελευταίος κόμβος στο μονοπάτι από την αφετηρία προς τον j τίθεται ο i . Το «+» στην παραπάνω πράξη ενημέρωσης δηλώνει την σύνθεση των δυο διανυσμάτων, δηλαδή την κατά στοιχείο πρόσθεση για τα s πρώτα, την κατά στοιχείο ελαχιστοποίηση για τα επόμενα t και την κατά στοιχείο μεγιστοποίηση για τα υπόλοιπα.

3ο βήμα Εδώ κάθε κόμβος ελέγχει αν υπάρχει σχέση κυριαρχίας ανάμεσα σε κάποια από τις προϋπάρχουσες και τις νέες ετικέτες του. Κάθε κόμβος j του προηγούμενου βήματος δηλαδή συγκρίνει το νέο του διάνυσμα U με εκείνα που ήδη έχει στο W_j (τελικά και μη-τελικά). Αν κάποιο από αυτά κυριαρχεί στο U τότε αυτό δεν λαμβάνεται περαιτέρω υπόψη και το W_j δεν αλλάζει. Αλλιώς το U προστίθεται τόσο στο W_j όσο και στο γενικό W . Φυσικά αν το U κυριαρχεί σε κάποια από τα προϋπάρχοντα στο W_j , αυτά αφαιρούνται τόσο από αυτό όσο και από το W .

Τερματισμός Αν $W^d = W$ τότε ο αλγόριθμος τερματίζεται. Αλλιώς η διαδικασία συνεχίζεται από το 1ο βήμα.

2.3.4 Η επιλογή του βέλτιστου μονοπατιού

Στη δεύτερη φάση λειτουργίας του αλγόριθμου με πολλαπλά κόστη γίνεται η επιλογή του βέλτιστου μονοπατιού από το σύνολο των μη-κυριαρχημένων μονοπατιών που έχει υπολογιστεί από την πρώτη φάση. Στα διανύσματα κόστους των μη-κυριαρχημένων μονοπατιών προς κάθε προορισμό, εφαρμόζεται μια συνάρτηση βελτιστοποίησης f που συνδυάζοντας τις παραμέτρους κόστους των διανυσμάτων ανάλογα με το είδος της καθεμίας παράγει το κόστος κάθε μονοπατιού. Το μονοπάτι με το ελάχιστο κόστος επιλέγεται σαν βέλτιστο και χρησιμοποιείται για την μετάδοση δεδομένων στον συγκεκριμένο προορισμό.

2.4 Διαφορές δρομολόγησης με ένα και πολλαπλά κόστη

Η δρομολόγηση με πολλαπλά κόστη είναι γενικότερη από τη δρομολόγηση με ένα μοναδικό κόστος και για αυτό δεν θα πρέπει να συγχέονται. Στη δρομολόγηση με ένα μοναδικό κόστος μια ή περισσότερες παράμετροι-κόστη συνδυάζονται προκειμένου να προκύψει μια μοναδιαία (scalar) μετρική για κάθε σύνδεσμο. Στη δρομολόγηση με πολλαπλά κόστη βελτιστοποιείται μια συνάρτηση $f(V_1, V_2, \dots, V_k)$. Από την άλλη μεριά στη δρομολόγηση με ένα μοναδικό κόστος βελτιστοποιείται το άθροισμα των επιμέρους αποτελεσμάτων της συνάρτησης f στα διανύσματα κόστους των συνδέσμων του μονοπατιού $\sum_{l=1}^L f(v_{1l}, v_{2l}, \dots, v_{kl})$, κάτι εντελώς διαφορετικό.

Ένα άλλο σημείο διαφοροποίησης του αλγόριθμου δρομολόγησης με πολλαπλά κόστη είναι ότι τα μονοπάτι που επιλέγει είναι βέλτιστα για την συγκεκριμένη

συνάρτηση βελτιστοποίησης f που χρησιμοποιείται, κάτι που δεν ισχύει πάντα στη δρομολόγηση με ένα μοναδικό κόστος.

Η γενικότητα της δρομολόγησης με πολλαπλά κόστη έναντι της δρομολόγησης με ένα μοναδικό κόστος φαίνεται επίσης από το ότι επιτρέπει τη χρήση τελεστών όπως ο $\min$ (περιοριστικές παράμετροι) και ο $\max$ (παράμετροι αντιπροσωπευτικές κατά μέγιστο), κάτι που δεν υποστηρίζεται στην δρομολόγηση με ένα μοναδικό κόστος.

Για να καταδείξουμε με ακόμα πιο εμφαντικό τρόπο την διαφορετικότητα του αλγορίθμου με πολλαπλά κόστη σε σχέση με την παραδοσιακή δρομολόγηση με ένα μοναδικό κόστος, θα δείξουμε πως διαφέρουν ακόμα και στις αποφάσεις δρομολόγησης που ο καθένας λαμβάνει παρά την χρησιμοποίηση των ίδιων παραμέτρων και με παρόμοιο τρόπο. Έστω το δίκτυο του Σχήματος 2.3 όπου σε κάθε σύνδεσμο (i, j) έχει ανατεθεί ένα διάνυσμα παραμέτρων κοστών της μορφής $(h_i = 1, T_i, R_i)$. Όπως έχουμε ήδη αναφέρει, όταν, στη δρομολόγηση με ένα μοναδικό κόστος, λαμβάνονται υπόψη περισσότερες από μια παράμετροι για κάθε σύνδεσμο, τότε συνδυάζονται έτσι ώστε να προκύψει ένα κόστος για το σύνδεσμο. Αντίθετα, στη δρομολόγηση με πολλαπλά κόστη λαμβάνει καθεμία παράμετρος λαμβάνεται υπόψη ξεχωριστά για όλα τα στάδια της λειτουργίας αλγορίθμου και μόνο στο τέλος εφαρμόζεται στο διάνυσμα κόστους κάθε υποψήφιου μονοπατιού μια συνάρτηση βελτιστοποίησης που συνδυάζει τις παραμέτρους έτσι ώστε να προκύψει ένα κόστος για το μονοπάτι. Έστω λοιπόν ένας αλγόριθμος δρομολόγησης με πολλαπλά κόστη που χρησιμοποιεί σαν συνάρτηση βελτιστοποίησης την $f(h, T, R) = h \cdot \frac{\sum_{i \in P} T_i}{\min_{i \in P} R_i}$ και ένας αλγόριθμος με μοναδικό κόστος που χρησιμοποιεί για κάθε σύνδεσμο (i, j) την μετρική $h_i \cdot \frac{T_i}{R_i}$, όπου το h_i ισούται με 1. Για κόμβο-πηγή τον B και κόμβο-προορισμό τον D, ο αλγόριθμος δρομολόγησης με πολλαπλά κόστη επιλέγει το μονοπάτι BD που έχει κόστος $(1) \frac{T_B}{\min(R_B)} = 1 \frac{3}{1} = 3$, ενώ το άλλο υποψήφιο (αφού δεν έχουμε κυριαρχία ανάμεσά τους) BCD έχει κόστος $(1 + 1) \frac{T_B + T_D}{\min(R_B, R_D)} = 2 \frac{4}{2} = 4$. Από την άλλη ο αλγόριθμος δρομολόγησης με το ένα μοναδικό κόστος επιλέγει το μονοπάτι BCD που έχει για αυτόν κόστος $1 \frac{2}{4} + 1 \frac{2}{2} = \frac{3}{2}$ ενώ το BD έχει κόστος $1 \frac{3}{1} = 3$.

Μέσω του παραδείγματος του Σχήματος 2.3 μπορούμε να δείξουμε άλλη μια σημαντική διαφορά του αλγορίθμου δρομολόγησης με πολλαπλά κόστη από τον

Σχήμα 2.3: Παράδειγμα δικτύου όπου σε κάθε σύνδεσμο (i, j) έχει ανατεθεί ένα διάνυσμα παραμέτρων κοστών της μορφής $(h_i = 1, T_i, R_i)$.

αλγόριθμο δρομολόγησης με ένα μοναδικό κόστος, που είναι ότι ο πρώτος σε αντίθεση με τον δεύτερο δεν έχει την ιδιότητα συμπερίληψης (inclusion property). Σύμφωνα με την ιδιότητα αυτή οποιοδήποτε υπο-μονοπάτι ενός βέλτιστου μονοπατιού είναι και αυτό βέλτιστο μονοπάτι. Στο δίκτυο του Σχήματος 2.3 για την περίπτωση του αλγόριθμου δρομολόγησης με πολλαπλά κόστη που αναφέραμε παραπάνω, το βέλτιστο μονοπάτι για ζευγάρι πηγής-προορισμού το A,D είναι το ABCD, ενώ για πηγή τον B και προορισμό τον D το βέλτιστο μονοπάτι είναι το BD κι όχι το BCD που είναι υπο-μονοπάτι του ABCD. Αντίθετα για τον αλγόριθμο δρομολόγησης με ένα μοναδικό κόστος τα αντίστοιχα βέλτιστα μονοπάτια είναι το ABCD και το BCD. Ίρα η ιδιότητα της συμπερίληψης που ισχύει για την δρομολόγηση με ένα μοναδικό κόστος δεν ισχύει γενικά στη δρομολόγηση με πολλαπλά κόστη. Αυτό καταδεικνύει επίσης ότι η δρομολόγηση με πολλαπλά κόστη δεν είναι πάντα εφικτό να υλοποιηθεί καταναεμμένα σε ένα δίκτυο αφού οι ενδιαμέσοι κόμβοι για κάποιες συναρτήσεις βελτιστοποίησης δεν θα επιλέγουν τις διαδρομές για τις οποίες προοριζόταν αρχικά τα πακέτα.

Η δρομολόγηση με πολλαπλά κόστη επιτρέπει την διαφοροποίηση στην εξυπηρέτηση συνόδων με διαφορετικές απαιτήσεις Ποιότητας Υπηρεσίας, μέσω των συναρτήσεων βελτιστοποίησης που μπορούν να αντιστοιχούν σε διαφορετικές κλάσεις Ποιότητας Υπηρεσίας. Για παράδειγμα αν για μια σύνοδο είναι σημαντικές και η καθυστέρηση και η ενέργεια, η κλάση των αλγορίθμων Energy-Hop μπορούν να χρησιμοποιηθούν, ενώ αν η σύνοδος ενδιαφερόταν μόνο για την ενέργεια οι κλάσεις αλγορίθμων Energy ή Energy-Half-Hop θα ήταν περισσότερο κατάλληλες. Είναι σημαντικό να σημειώσουμε ότι το να υπολογιστεί το βέλτιστο μονοπάτι με διαφορετική συνάρτηση βελτιστοποίησης δεν απαιτεί επανυπολογισμό του συνόλου μη-κυριαρχημένων μονοπατιών που έχει ήδη βρεθεί. Στον αλγόριθμο δρομολόγησης με ένα μοναδικό κόστος, κάθε μονοπάτι χαρακτηρίζεται από έναν αριθμό που είναι το άθροισμα των μοναδιαίων κοστών κάθε επιμέρους συνδέσμου που το απαρτίζει. Για να βρεθεί το βέλτιστο μονοπάτι ως προς μια διαφορετική κλάση Ποιότητας Υπηρεσίας, μια διαφορετική μετρική πρέπει να υλοποιηθεί για κάθε σύνδεσμο και τα συντομότερα μονοπάτια με βάση αυτήν να υπολογιστούν πάλι από την αρχή.

Ενεργο-αποδοτικοί αλγόριθμοι δρομολόγησης

3.1 Εισαγωγή

Στο παρόν κεφάλαιο περιγράφουμε την ανάπτυξη μιας σειράς ενεργο-αποδοτικών αλγορίθμων για ασύρματα αδόμητα δίκτυα, βασισμένων στην προσέγγιση της δρομολόγησης με πολλαπλά κόστη. Τα ασύρματα αδόμητα δίκτυα χαρακτηρίζονται πρώτιστα από την έλλειψη οποιουδήποτε είδους υποδομής. Στην ουσία τα δίκτυα αυτά αποτελούνται από μια συλλογή κόμβων που χωρίς καμία κεντρική οργάνωση συνεργάζονται προκειμένου να λειτουργεί το δίκτυο. Οι κόμβοι αυτοί στη γενική περίπτωση είναι κινητοί και λειτουργούν εντελώς αυτόνομα χωρίς την ύπαρξη κάποιου κεντρικού ελέγχου. Είναι λοιπόν προφανές ότι δεδομένης της φύσης των συγκεκριμένων δικτύων, οι κόμβοι τους δεν έχουν πρόσβαση σε σταθερές πηγές ενέργειας και επομένως στηρίζουν τη λειτουργία τους αποκλειστικά σε φορητές μπαταρίες. Η αντικατάσταση ή η επαναφόρτιση των μπαταριών στην μεγάλη πλειοψηφία των περιπτώσεων αδόμητων ασύρματων δικτύων είναι από δύσκολη ως απαγορευτική. Επιπλέον η πρόοδος που έχει επιτευχθεί τα τελευταία χρόνια στον τομέα του χρόνου ζωής των μπαταριών δεν είναι ανάλογη της αντίστοιχης ζήτησης που υπάρχει [90]. Επομένως η ενέργεια είναι ένα μέγεθος δυσεύρετο και επομένως κρίσιμο για την απόδοση των αδόμητων ασύρματων δικτύων. Έτσι, γίνεται φανερό ότι η εξοικονόμηση και η όσο το δυνατόν καλύτερη αξιοποίηση της διαθέσιμης ενέργειας είναι θεμελιώδη ζητήματα για τον σχεδιασμό και τη λειτουργία των συγκεκριμένων δικτύων.

Ένας κόμβος σε ένα αδόμητο ασύρματο δίκτυο καταναλώνει ενέργεια όταν μεταδίδει, όταν λαμβάνει, όταν επεξεργάζεται δεδομένα ή απλά όταν ακούει το κανάλι για τυχόν μεταδόσεις. Έτσι λοιπόν η κατανάλωση της ενέργειας είναι ένα ζήτημα που αφορά σε διάφορα επίπεδα του OSI [1] μοντέλου. Στο φυσικό επίπεδο το υλικό που χρησιμοποιούν οι κόμβοι για την επικοινωνία και την επεξεργασία των δεδομένων παίζει αποφασιστικό ρόλο στο ρυθμό κατανάλωσης της ενέργειας. Παραδείγματα τέτοιου υλικού είναι ο επεξεργαστής που διαθέτει ο κάθε κόμβος, οι ενισχυτές σήματος, η κεραία που χρησιμοποιείται για τις μεταδόσεις κτλ. Ανάλογα στο δεύτερο επίπεδο το πρωτοκόλλου πρόσβασης στο μέσο (medium access control, MAC) καθορίζει τις διαδοχικές καταστάσεις λειτουργίας του κάθε κόμβου, δηλαδή πως και πότε μπορεί να μεταδώσει ο καθένας, πως αποφεύγονται συγκρούσεις μεταξύ κοντινών χρονικά μεταδόσεων κ.α. Αντίστοιχα και στα ανώτερα επίπεδα που ασχολούνται με τα πρωτόκολλα δρομολόγησης και μεταφοράς [11] οι επιλογές

λειτουργίας έχουν άμεσο αντίκτυπο στην κατανάλωση ενέργειας σε όλο το δίκτυο. Επομένως, μια ολοκληρωμένη αντιμετώπιση του ζητήματος της αποδοτικής χρήσης της διαθέσιμης ενέργειας απαιτεί να ληφθούν υπόψη συνδυαστικά τα θέματα που την αφορούν σε όλα τα επίπεδα της δικτυακής λειτουργίας.

Στην παρούσα διατριβή επικεντρώνουμε την προσοχή μας στο επίπεδο της δρομολόγησης. Στα ασύρματα αδόμητα δίκτυα η δρομολόγηση υλοποιείται συνεργατικά ανάμεσα στους κόμβους καθώς κάθε κόμβος εκτός από τα πακέτα που αφορούν τον ίδιο, είτε σαν αποστολέα είτε σαν αποδέκτη, προωθεί και πακέτα που απευθύνονται σε άλλους κόμβους του δικτύου. Σε όλες αυτές τις διαφορετικές καταστάσεις λειτουργίας, αποστολέας, παραλήπτης, προωθητής, ένας κόμβος καταναλώνει ενέργεια. Έτσι, ο αλγόριθμος δρομολόγησης που ορίζει τις διαδοχικές μεταβάσεις κάθε κόμβου του δικτύου στις παραπάνω καταστάσεις λειτουργίας, ορίζοντας τις διαδρομές που θα ακολουθήσει κάθε πακέτο που μεταδίδεται στο δίκτυο, έχει έναν καίριο ρόλο στην κατανάλωση ενέργειας στο δίκτυο. Οι περισσότερες από τις καθιερωμένες πρακτικές δρομολόγησης σε ασύρματα αδόμητα δίκτυα [38, 70, 72, 69] χρησιμοποιούν σαν κριτήριο επιλογής της βέλτιστης διαδρομής, που θα ακολουθήσει ένα πακέτο προς τον προορισμό του, το μήκος της. Με αυτόν όμως τον τρόπο κάποιοι κόμβοι λόγω θέσης τείνουν να χρησιμοποιούνται υπερβολικά σε σχέση με κάποιους άλλους με αποτέλεσμα τα ενεργειακά αποθέματά τους να εξαντλούνται νωρίτερα και το δίκτυο με αυτόν τον τρόπο να χάνει τη συνεκτικότητά του. Για να υπάρχει καλύτερη διαχείριση της διαθέσιμης ενέργειας από το πρωτόκολλο δρομολόγησης είναι επιτακτικό να συμπεριληφθούν στα κριτήρια επιλογής των μονοπατιών εκτός από το μήκος τους, κι άλλες παράμετροι που να έχουν σχέση με την ενέργεια ούτως ώστε οι διαδρομές που κάθε φορά θα επιλέγονται να είναι αποδοτικές ως προς την ενέργεια. Με τον τρόπο αυτό ο αλγόριθμος δρομολόγησης θέτει σαν πρώτιστο στόχο και εξυπηρετεί την απόδοση του δικτύου συνολικά και όχι το συμφέρον κάθε συνόδου.

Μια σειρά ενεργο-αποδοτικών αλγορίθμων δρομολόγησης με πολλαπλά κόστη που ο καθένας αντιστοιχεί σε διαφορετική συνάρτηση βελτιστοποίησης αξιολογούνται στα πλαίσια του μοντέλου της εκκένωσης πακέτων σε σχέση με πιο κοντόφθαλμες πρακτικές δρομολόγησης όπως η δρομολόγηση με βάση το ελάχιστο κόστος. Σύμφωνα με το μοντέλο εκκένωσης πακέτων, οι κόμβοι του δικτύου ξεκινούν έχοντας έναν συγκεκριμένο αριθμό πακέτων για αποστολή και μια δεδομένη αρχική ενέργεια. Σκοπός είναι να μεταδοθούν όλα τα πακέτα στους επιθυμητούς προορισμούς ή όσο περισσότερα γίνεται μέχρι να εξαντληθούν τα διαθέσιμα αποθέματα ενέργειας.

Οι μετρικές απόδοσης που λαμβάνονται υπόψη είναι το μέσο μήκος των διαδρομών που επιλέγονται, ο λόγος παραδιδόμενων προς αποσταλθέντα πακέτα, η μέση υπολειπόμενη ενέργεια στους κόμβους στο τέλος του πειράματος, η διασπορά των υπολειπόμενων ενεργειών στους κόμβους, οι χρονικές στιγμές κατά τις οποίες εξαντλείται η ενέργεια στους κόμβους και ο αριθμός των συγχρούσεων στις μεταδόσεις. Το βασικό συμπέρασμα είναι ότι με τη δρομολόγηση πολλαπλών κοστών χρησιμοποιώντας κατάλληλες συναρτήσεις βελτιστοποίησης που λαμβάνουν υπόψη τους ενεργειακά σχετιζόμενες παραμέτρους κόστους, η κατανάλωση της ενέργειας κατανέμεται πιο ομοιόμορφα στο δίκτυο επιμηχύνοντας με αυτόν τον τρόπο το χρόνο

ζωής του. Παρότι οι διαδρομές που επιλέγονται από τη δρομολόγηση με πολλαπλά κόστη είναι γενικά μεγαλύτερες, μακροπρόθεσμα όταν η ενέργεια στους κόμβους γίνεται περιορισμένη, τα κέρδη όσον αφορά τη γενική απόδοση του δικτύου αρχίζουν να γίνονται εμφανή.

Στη συνέχεια του Κεφαλαίου θα παρουσιάσουμε τη σχετική δουλειά στον τομέα της ενεργο-αποδοτικής δρομολόγησης σε ασύρματα αδόμητα δίκτυα ενώ έπειτα θα αναφερθούμε αναλυτικά στη δική μας προσέγγιση. Παρακάτω θα περιγραφεί το μοντέλο προσομοίωσης των διάφορων αλγορίθμων και θα παρουσιαστούν τα αποτελέσματα των πειραμάτων. Το κεφάλαιο θα κλείσει με τα συμπεράσματα που προκύπτουν από την μελέτη της δρομολόγησης με πολλαπλά κόστη στα πλαίσια του μοντέλου της εκκένωσης πακέτων.

Η δουλειά που παρουσιάζεται στο Κεφάλαιο αυτό οδήγησε στη δημοσίευση [44] και αποτελεί μεγάλο τμήμα της υποβληθείσας εργασίας [66].

3.2 Σχετική δουλειά

Η δρομολόγηση ως θεμελιώδες ζήτημα για τα ασύρματα αδόμητα δίκτυα έχει συγκεντρώσει μεγάλο ερευνητικό ενδιαφέρον. Μεγάλος αριθμός από αποδοτικούς αλγορίθμους δρομολόγησης έχει προταθεί, όπου η αποδοτικότητα ορίζεται μέσω διάφορων κριτηρίων. Οι περισσότεροι από τους αλγόριθμους αυτούς χρησιμοποιούν μια μοναδική παράμετρο για την αναπαράσταση χρήσης ενός συνδέσμου και υπολογίζουν τη διαδρομή με το ελάχιστο κόστος. Έχει επίσης μελετηθεί και η δρομολόγηση με ένα μοναδικό κόστος που όμως για κάθε ζευγάρι αφετηρίας-προορισμού αποθηκεύει ένα σύνολο διαδρομών αντί μόνο για μια βέλτιστη. Πλούσια είναι η βιβλιογραφία και σε σχέση με τη δρομολόγηση με πολλαπλούς περιορισμούς για ασύρματα αδόμητα δίκτυα, επικεντρώνοντας όμως περισσότερο στην εύρεση ευριστικών μεθόδων πολυωνυμικής χρονικής πολυπλοκότητας κι όχι στην μελέτη της επίδρασης των διαφόρων παραμέτρων κόστους. Η δρομολόγηση με πολλαπλά κόστη της οποίας μια πρώτη εφαρμογή παρουσιάζουμε στο κεφάλαιο αυτό, διαφέρει από την προηγούμενη δουλειά στο πεδίο, όντας μια γενικευμένη εκδοχή τόσο της δρομολόγησης με ένα μοναδικό κόστος όσο και της δρομολόγησης με πολλαπλούς περιορισμούς και χρησιμοποιώντας αυτήν την προσέγγιση για αποδοτική χρήση της διαθέσιμης ενέργειας.

Όσον αφορά στη δρομολόγηση σε ασύρματα αδόμητα δίκτυα, μια σειρά εργασιών έχουν προτείνει αλγορίθμους που επιτυγχάνουν μικρή από-άκρο-σε-άκρο καθυστέρηση, προσαρμοστικότητα στις αλλαγές της τοπολογίας λόγω της κινητικότητας των κόμβων ή αποδοτική χρήση του διαθέσιμου εύρους ζώνης [38, 70, 72, 22]. Η μετρική βελτιστοποίησης που χρησιμοποιείται σε αυτές τις περιπτώσεις είναι η καθυστέρηση διάδοσης ή το μήκος της διαδρομής. Μια άλλη μετρική που προτάθηκε στην εργασία [19] είναι η επονομαζόμενη ETX (Expected Transmission Count - Αναμενόμενος Αριθμός Μεταδόσεων) που συνδυάζει τον ρυθμό λαθών και την προκαλούμενη παρεμβολή των διαδοχικών συνδέσμων μιας διαδρομής. Ώλλες παρόμοιες λύσεις [9, 5] χρησιμοποιούν σαν παράμετρο κόστους για κάθε σύνδεσμο

μόνο την παρεμβολή που προκαλείται από μια μετάδοση πάνω σε αυτόν αποσκοπώντας στην μείωση των συγκρούσεων και κατ' επέκταση των επαναμεταδόσεων. Όλες αυτές οι λύσεις όμως, τείνουν να χρησιμοποιούν υπερβολικά ένα μικρό μόνο σύνολο κόμβων του δικτύου με δυσμενείς συνέπειες για το χρόνο ζωής του δικτύου.

Στο πεδίο της αποδοτικής ως προς την ενέργεια δρομολόγησης, μια από τις πρώτες εργασίες ήταν η [81] όπου εξετάζονται πέντε διαφορετικές μετρικές βελτιστοποίησης που συνδυάζουν την ενέργεια που ξοδεύεται από τη μετάδοση ενός κόμβου και την τρέχουσα διαθέσιμη ενέργειά του. Στις [12, 13, 79, 83, 58, 82], παρομοίως με προηγουμένως, το κόστος χρήσης ενός συνδέσμου ορίζεται πάλι μέσω συγγενών παραμέτρων, ενώ στην [26] το κόστος εκφρασμένο μέσω της τρέχουσας διαθέσιμης ενέργειας κανονικοποιείται με τον αριθμό των γειτόνων του μεταδίδοντα κόμβου. Στην [76] προτείνεται ένα καταναμημένο πρωτόκολλο για την εύρεση του συνόλου των διαδρομών που προκαλούν την ελάχιστη κατανάλωση ενέργειας στο δίκτυο. Μια λύση για ενεργο-αποδοτικότητα μέσω ενός ιεραρχικού αλγορίθμου παρουσιάζεται στην [92] όπου ως αρχηγός κάθε ομάδας επιλέγεται ο λιγότερο περιορισμένος ενεργειακά κόμβος. Άλλες εργασίες [7, 56] εστιάζουν στην εύρεση ενεργειακά αποδοτικών διαδρομών υποθέτοντας σταθερό εύρος ζώνης από-άκρο-σε-άκρο και λαμβάνοντας υπόψη τις ενδεχόμενες επαναμεταδόσεις για την αξιόπιστη μετάδοση. Στην [74] γίνεται μελέτη αλγορίθμων με δεδομένη την δυνατότητα μερικής επαναφόρτισης των ενεργειακών αποθεμάτων των κόμβων, ενώ η λύση που προτείνεται στην [80] υπολογίζει πολλαπλά ενεργο-αποδοτικά μονοπάτια για κάθε ζευγάρι αφετηρίας προορισμού. Σε όλες τις παραπάνω εργασίες οι ενεργο-αποδοτικές λύσεις που προτείνονται ακολουθούν το μοντέλο της δρομολόγησης με ένα μοναδικό κόστος. Η δική μας πρόταση από την άλλη πλευρά στηρίζεται στην δρομολόγηση με πολλαπλά κόστη, η οποία και προτάθηκε στην [29] και παρουσιάζεται αναλυτικά στο Κεφάλαιο 2..

3.3 Ενεργο-αποδοτική δρομολόγηση με πολλαπλά κόστη

Η δρομολόγηση με πολλαπλά κόστη στο παρόν κεφάλαιο εφαρμόζεται στο πρόβλημα της αποδοτικής ως προς την ενέργεια δρομολόγησης στα ασύρματα αδόμητα δίκτυα. Όπως θα περιγραφεί στις αμέσως επόμενες παραγράφους, η απόδοση μιας σειράς αλγορίθμων με πολλαπλά κόστη αξιολογείται και συγκρίνεται με την κλασική δρομολόγηση ελάχιστου κόστους. Σε όλους τους αλγόριθμους αυτούς χρησιμοποιούνται οι ίδιες παράμετροι κόστους, οι οποίες έχουν σχέση με την ενέργεια ενώ διαφέρουν ο ένας με τον άλλο στην συνάρτηση βελτιστοποίησης που χρησιμοποιείται για να συνδυάσει τις παραμέτρους αυτές και να προκύψει το τελικό κόστος για κάθε διαδρομή με βάση το οποίο επιλέγεται το βέλτιστο. Στη συνέχεια θα περιγράψουμε αναλυτικά τόσο τις παραμέτρους κόστους που λαμβάνονται υπόψη όσο και τους αλγορίθμους που συμμετέχουν στη μελέτη μας.

3.3.1 Οι παράμετροι κόστους

Οι αλγόριθμοι με πολλαπλά κόστη που προτείνουμε για ενεργο-αποδοτική λειτουργία των ασύρματων αδόμητων δικτύων χρησιμοποιούν ως παραμέτρους κόστους για κάθε σύνδεσμο του δικτύου, έστω (i, j) , το μήκος κάθε συνδέσμου (hop count), που είναι ίσο με 1 για κάθε σύνδεσμο, την τρέχουσα διαθέσιμη ενέργεια R_i στον κόμβο που μεταδίδει στον σύνδεσμο και την ισχύ μετάδοσης T_i του ίδιου κόμβου. Το μήκος μιας διαδρομής h προκύπτει από το άθροισμα των συνδέσμων που την απαρτίζουν, επομένως είναι προσθετική παράμετρος. Η τρέχουσα διαθέσιμη ενέργεια R για μια διαδρομή λαμβάνεται υπόψη σαν περιοριστική παράμετρος αφού παίρνει την ελάχιστη τιμή από τα επίπεδα διαθέσιμης ενέργειας των κόμβων που βρίσκονται πάνω στη διαδρομή. Τέλος, η ισχύς μετάδοσης T μιας διαδρομής ορίζεται είτε σαν το άθροισμα των ισχύων μετάδοσης των κόμβων που μεταδίδουν στη διαδρομή αυτή άρα πάλι μιλάμε για προσθετική παράμετρο, είτε σαν η μέγιστη τιμή από το σύνολο των ισχύων μετάδοσης πάνω στη διαδρομή, οπότε η παράμετρος χρησιμοποιείται σαν αντιπροσωπευτική κατά μέγιστο.

Είναι σημαντικό να τονίσουμε ότι δεδομένου ότι η δρομολόγηση με πολλαπλά κόστη αποτελεί γενίκευση της δρομολόγησης με πολλαπλούς περιορισμούς και με βάση την εργασία [87] η πολυπλοκότητα ενός αλγόριθμου σαν αυτούς που προτείνουμε στο παρόν κεφάλαιο εξαρτάται από το είδος των παραμέτρων που λαμβάνει υπόψη του. Έτσι στην περίπτωση κατά την οποία χρησιμοποιούνται δυο προσθετικές παράμετροι εκ των οποίων η μια είναι το μήκος της διαδρομής και μια περιοριστική η αντιπροσωπευτική κατά μέγιστο παράμετρος, η πολυπλοκότητα του αλγορίθμου είναι πολυωνυμική. Ήρα καθώς σε αυτήν την περίπτωση υπάρχουν όλοι οι αλγόριθμοι που προτείνονται στην παρούσα φάση της διατριβής, η πολυπλοκότητά τους είναι πολυωνυμική, κάτι σημαντικό για την πρακτικότητα της υλοποίησής τους.

3.3.2 Οι συναρτήσεις βελτιστοποίησης

Με βάση τις παραπάνω παραμέτρους, υλοποιούνται διάφοροι αλγόριθμοι δρομολόγησης των οποίων και αξιολογείται η απόδοση σε σχέση με την αξιοποίηση της διαθέσιμης σε ένα ασύρματο αδόμητο δίκτυο ενέργειας. Κάθε αλγόριθμος από τους παρακάτω ακολουθεί τη φιλοσοφία της δρομολόγησης με πολλαπλά κόστη και διαφέρει από τους υπόλοιπους μόνο στην συνάρτηση βελτιστοποίησης που χρησιμοποιεί. Η συνάρτηση αυτή αναλαμβάνει να υπολογίσει το τελικό κόστος για κάθε υποψήφια διαδρομή προκειμένου να επιλεγεί τη βέλτιστη όσον αφορά όλες τις παραμέτρους που χρησιμοποιούνται. Για να το κάνει αυτό, συνδυάζει τις παραμέτρους κόστους που συνθέτουν το διάνυσμα κόστους κάθε διαδρομής ούτως ώστε να προκύψει ένα μοναδιαίο κόστος με βάση το οποίο θα γίνει η επιλογή. Είναι σημαντικό να τονιστεί ότι κατά τα υπόλοιπα οι παρακάτω αλγόριθμοι ακολουθούν τα ίδια βήματα για την κατασκευή του συνόλου των υποψήφιων (μη-κυριαρχημένων) διαδρομών για κάθε ζευγάρι αφετηρίας-προορισμού και μόνο στο τελικό στάδιο χρησιμοποιούν διαφορετικής φιλοσοφίας συναρτήσεις βελτιστοποίησης δίνοντας βάρος στη διαφορετική κάθε φορά παράμετρο. Αυτό είναι ένα βασικό πλεονέκτημα

του αλγόριθμου με πολλαπλά κόστη που έχει την ευελιξία χωρίς τροποποίηση του βασικού σταδίου υπολογισμού των υποψήφων διαδρομών να επιλέγει το βέλτιστο μονοπάτι ακόμα και με διαφορετική για κάθε σύνοδο συνάρτηση. Τα οφέλη που προκύπτουν από αυτό όσον αφορά τη δρομολόγηση με έμφαση στην Ποιότητα Υπηρεσίας είναι προφανή. Στην παρούσα φάση πάντως, όλοι οι κόμβοι χρησιμοποιούν καθ' όλη τη διάρκεια του πειράματος την ίδια συνάρτηση βελτιστοποίησης.

Οι αλγόριθμοι που υλοποιούμε είναι:

- **Minimum-Hop:** Το κριτήριο είναι ο αριθμός των συνδέσμων h σε κάθε μονοπάτι P .
- **MAX/MIN Energy:** Το κριτήριο είναι ο λόγος της μέγιστης ισχύος μετάδοσης στους κόμβους του μονοπατιού P , προς την ελάχιστη διαθέσιμη ενέργεια σε αυτούς,

$$\frac{\max_{i \in P} T_i}{\min_{i \in P} R_i}$$

- **SUM/MIN Energy:** Η συνάρτηση αυτή βελτιστοποιεί το λόγο του αθροίσματος της ισχύος μετάδοσης των κόμβων του μονοπατιού P , προς την ελάχιστη διαθέσιμη ενέργεια σε αυτούς,

$$\frac{\sum_{i \in P} T_i}{\min_{i \in P} R_i}$$

- **MAX/MIN Energy-Hop:** Εδώ βελτιστοποιείται ένα υβριδικό κριτήριο που αποτελεί συνδυασμό (το γινόμενο) των αντίστοιχων κριτηρίων των συναρτήσεων Minimum-Hop και MAX/MIN Energy. Δηλαδή,

$$h \times \frac{\max_{i \in P} T_i}{\min_{i \in P} R_i}$$

- **SUM/MIN Energy-Hop:** Εδώ βελτιστοποιείται ένα υβριδικό κριτήριο που αποτελεί συνδυασμό (το γινόμενο) των αντίστοιχων κριτηρίων των συναρτήσεων Minimum-Hop και SUM/MIN Energy. Δηλαδή,

$$\sqrt{h} \times \frac{\max_{i \in P} T_i}{\min_{i \in P} R_i}$$

- **MAX/MIN Energy-Half-Hop:** Η συνάρτηση αυτή είναι παρόμοια με την MAX/MIN Energy-Hop, με τη διαφορά ότι ο αριθμός των συνδέσμων h του μονοπατιού P είναι υψωμένος στο $\frac{1}{2}$ προκειμένου να έχει μικρότερη επιρροή. Δηλαδή,

$$\sqrt{h} \times \frac{\max_{i \in P} T_i}{\min_{i \in P} R_i}$$

- **SUM/MIN Energy-Half-Hop:** Η συνάρτηση αυτή είναι παρόμοια με την SUM/MIN Energy-Hop, με τη διαφορά ότι ο αριθμός των συνδέσμων h του

μονοπατιού P είναι υψωμένος στο $\frac{1}{2}$ προκειμένου να έχει μικρότερη επιρροή. Δηλαδή,

$$\sqrt{h} \times \frac{\sum_{i \in P} T_i}{\min_{i \in P} R_i}$$

- Single-Cost-Energy Ratio: Το κριτήριο βελτιστοποίησης είναι ο μέγιστος λόγος της ισχύος μετάδοσης προς την διαθέσιμη ενέργεια ενός κόμβου πάνω στο μονοπάτι P ,

$$\max_{i \in P} \frac{T_i}{R_i}$$

- Single-Cost-Energy-Hop Ratio: Το κριτήριο είναι το ίδιο με πριν μόνο που πολλαπλασιάζεται και με τον αριθμό των συνδέσμων του μονοπατιού P ,

$$h \times \max_{i \in P} \frac{T_i}{R_i}$$

Πολλές φορές χάριν απλότητας θα αναφερόμαστε μαζί στις συναρτήσεις MAX/MIN Energy και SUM/MIN Energy ως Energy συναρτήσεις. Αντίστοιχα και οι MAX/MIN Energy-Hop και SUM/MIN Energy-Hop θα αναφέρονται ως Energy-Hop συναρτήσεις.

Πρέπει επίσης σχετικά με την παραπάνω λίστα με τις συναρτήσεις βελτιστοποίησης να σημειώσουμε ότι οι δυο τελευταίες σε αντίθεση με τις υπόλοιπες ακολουθούν τη φιλοσοφία της δρομολόγησης με ένα μοναδικό κόστος (single-cost routing), αφού οι διάφορες παράμετροι που χρησιμοποιούν συνδυάζονται μεταξύ τους για να καταλήξουν σε ένα μόνο μέγεθος που χαρακτηρίζει τον κάθε σύνδεσμο. Συμπεριλαμβάνονται στα πειράματα ως συγκριτικό μέγεθος για την αξιολόγηση της απόδοσης των υπόλοιπων αλγορίθμων με πολλαπλά κόστη.

Στη συνέχεια θα δώσουμε ένα παράδειγμα με τη βοήθεια του οποίου θα επεξηγηθεί καθεμιά από τις παραπάνω συναρτήσεις βελτιστοποίησης. Έστω το δίκτυο του Σχήματος 3.1 όπου T_i και R_i είναι η ισχύς μετάδοσης και η διαθέσιμη ενέργεια αντίστοιχα του κόμβου i , $i = 1, \dots, 4$. Έστω επίσης ότι T_1 είναι η μεγαλύτερη ισχύς μετάδοσης, R_3 η μικρότερη διαθέσιμη ενέργεια και $\frac{T_2}{R_2}$ ο μέγιστος λόγος ισχύος μετάδοσης προς διαθέσιμη ενέργεια. Για το μονοπάτι μετάδοσης $1 \rightarrow 2 \rightarrow 3 \rightarrow 4$ κάθε συνάρτηση παράγει τα ακόλουθα κόστη.

Σχήμα 3.1: Το δίκτυο του παραδείγματος επεξήγησης των συναρτήσεων βελτιστοποίησης. Ο κόμβος 1 μεταδίδει στον 4 και το κόστος του μονοπατιού υπολογίζεται από όλες τις συναρτήσεις.

- Minimum-Hop: 3
- MAX/MIN Energy: $\frac{T_1}{R_3}$
- SUM/MIN Energy: $\frac{T_1+T_2+T_3}{R_3}$

- MAX/MIN Energy-Hop: $3 * \frac{T_1}{R_3}$
- SUM/MIN Energy-Hop: $3 * \frac{T_1+T_2+T_3}{R_3}$
- MAX/MIN Energy-Half-Hop: $\sqrt{3} * \frac{T_1}{R_3}$
- SUM/MIN Energy-Half-Hop: $\sqrt{3} * \frac{T_1+T_2+T_3}{R_3}$
- Single-Cost-Energy Ratio: $\frac{T_2}{R_2}$
- Single-Cost-Energy-Hop Ratio: $3 * (\frac{T_2}{R_2})$

3.4 Πειραματικό μοντέλο

Οι αλγόριθμοι που παρουσιάσαμε στην προηγούμενη ενότητα αξιολογούνται στα πλαίσια του προβλήματος της εκκένωσης πακέτων. Σύμφωνα με αυτό το πρόβλημα, οι κόμβοι του δικτύου ξεκινούν με συγκεκριμένο αριθμό πακέτων και ενεργειακά αποθέματα και ο σκοπός είναι να μεταδοθούν (εκκενωθούν) όλα τα πακέτα στους προορισμούς τους στο συντομότερο δυνατό χρόνο ή όσο περισσότερα γίνεται πριν να εξαντληθεί η ενέργεια στους κόμβους.

Υλοποιήσαμε τους παραπάνω αλγορίθμους μέσω του εργαλείου Network Simulator [62] στο οποίο και εκτελέσαμε τις προσομοιώσεις για να εξάγουμε τα αποτελέσματα που παρουσιάζουμε στην επόμενη ενότητα. Ο αλγόριθμος με πολλαπλά κόστη που εκτελείται σε κάθε κόμβο του δικτύου υπολογίζει το σύνολο των μη-κυριαρχημένων μονοπατιών προς όλους τους προορισμούς σε περιοδική βάση. Γενικά η διαδικασία της δρομολόγησης σε ένα ασύρματο αδόμητο δίκτυο περιλαμβάνει δύο φάσεις: τη συλλογή της απαραίτητης πληροφορίας και την επιλογή των διαδρομών. Καθώς το δικό μας ενδιαφέρον εστιάζεται στο κομμάτι της λήψης της απόφασης για το ποια διαδρομή κάθε φορά επιλέγεται θεωρούμε ότι κάθε κόμβος έχει πλήρη γνώση της τοπολογίας του δικτύου και των χαρακτηριστικών λειτουργίας κάθε κόμβου ανά πάσα στιγμή με βάση την οποία και λειτουργεί ο αλγόριθμος με πολλαπλά κόστη.

Κάθε κόμβος έχοντας, όπως αναφέρθηκε, υπολογίσει το σύνολο των μη-κυριαρχημένων διαδρομών προς κάθε προορισμό, όταν λάβει ή δημιουργήσει ένα πακέτο προς αποστολή για κάποιον κόμβο, εφαρμόζει τη συνάρτηση βελτιστοποίησης του στις υποψήφιες αυτές διαδρομές και επιλέγει για μετάδοση αυτή με το ελάχιστο κόστος. Σε περίπτωση που δεν υπάρχει κατάλληλη διαδρομή το πακέτο απορρίπτεται.

Το ασύρματο αδόμητο δίκτυο στο οποίο εκτελέστηκαν τα πειράματα αποτελείται από 49 κόμβους τοποθετημένους σε μια διάταξη πλέγματος διαστάσεων 7x7. Η απόσταση ανάμεσα σε δυο γειτονικούς οριζόντιους και κάθετους κόμβους είναι στα 50 μέτρα. Οι τοπολογίες στις οποίες δοκιμάστηκαν οι αλγόριθμοι είναι μια κανονική, όπου η ακτίνα μετάδοσης όλων των κόμβων ισούται με 50 μέτρα και μια τυχαιοποιημένη όπου η ακτίνα μετάδοσης των κόμβων είναι ομοιόμορφα κατανομημένη στα διαστήματα 50μ-100μ (Σχήμα 3.2a) και 50μ-150μ (Σχήμα 3.2b).

Το πρωτόκολλο Πρόσβασης στο Μέσο που χρησιμοποιήσαμε είναι μια τροποποιημένη έκδοση του IEEE 803.11, στην οποία ο μέγιστος αριθμός

(a)

(b)

Σχήμα 3.2: Η δικτυακή τοπολογία για ακτίνα μετάδοσης ομοιόμορφα κατανομημένη ανάμεσα σε (a) $50\mu - 100\mu$ (b) $50\mu - 150\mu$. Παραλείπονται για λόγους ευκρίνειας οι πλευρές της τοπολογίας του a που όμως επίσης υπάρχουν.

επαναμεταδόσεων λόγω συγκρούσεων έχει τεθεί πρακτικά στο άπειρο (στην πραγματικότητα ίσος με 2000 επαναμεταδόσεις). Όσον αφορά το μοντέλο διάδοσης, γενικά σε ένα ασύρματο δίκτυο η ισχύς του σήματος σε απόσταση d από τον μεταδότη δίνεται από τη σχέση

$$P_r(d) = \frac{P_t G_t G_r \lambda^2}{4\pi^2 L d^a}$$

όπου P_t είναι η ισχύς του μεταδιδόμενου σήματος, G_t και G_r κάποιες παράμετροι σχετικές με τις κεραίες αποστολής και λήψης αντίστοιχα, L η απώλεια την οποία υπόκειται το σήμα και λ το χρησιμοποιούμενο μήκος κύματος. Στα πειράματά μας θέσαμε $G_t = 1$, $G_r = 1$ και $L = 1$. Η παράμετρος a είναι μια σταθερά που στα πιο συνήθη περιβάλλοντα κυμαίνεται μεταξύ 2 και 4. Στα πειράματα των οποίων τα αποτελέσματα θα παρουσιάσουμε τέθηκε ίση με 3.

Όλα τα πακέτα έχουν το ίδιο μέγεθος (500 bytes) και έτσι απαιτούν τον ίδιο χρόνο για μετάδοση. Ο απαιτούμενος χρόνος για τη μετάδοση ενός πακέτου από έναν κόμβο είναι η βασική μονάδα χρόνου και καλείται σχισμή. Η ενέργεια που δαπανάται για μια μετάδοση πακέτου ισούται με το γινόμενο της σχισμής επί την ισχύ μετάδοσης του κόμβου. Όσον αφορά την ενέργεια που δαπανάται για την λήψη ενός πακέτου, αυτή είναι ίδια για όλους τους κόμβους και έχει τιμή ίση με το 10% της ενέργειας που καταναλώνεται για ακτίνα μετάδοσης 50 μέτρων. Η κατανάλωση ενέργειας για την επεξεργασία του πακέτου δεν έχει ληφθεί υπόψη ενώ ακόμα θεωρήσαμε ότι οι κόμβοι δεν καταναλώνουν ενέργεια όταν δεν εκτελούν κάποια εργασία. Για την αρχική ενέργεια των κόμβων είχαμε δυο περιπτώσεις: την περίπτωση “άπειρης” αρχικής ενέργειας (ίσης με 100 Joules) και την περίπτωση της περιορισμένης αρχικής ενέργειας (ίσης με 2 Joules). Το πλήθος των πακέτων προς μετάδοση ανά κόμβο ήταν μεταβλητό από 100 έως 1000 (με βήμα 100 πακέτα), ενώ οι προορισμοί τους επιλέγονταν μέσω μιας ομοιόμορφης κατανομής. Ο ρυθμός αποστολής πακέτων για κάθε κόμβο ήταν 0,1 πακέτα ανά δευτερόλεπτο. Τέλος, η περίοδος υπολογισμού από κάθε κόμβο του συνόλου των υποψήφιων μη-κυριαρχημένων διαδρομών για κάθε προορισμό ήταν 1 δευτερόλεπτο.

3.5 Αποτελέσματα

Στα πειράματα που εκτελέσαμε μετρήσαμε για κάθε αλγόριθμο την μέση υπολειπόμενη ενέργεια E στους κόμβους του δικτύου στο τέλος του πειράματος, την διασπορά σ^2 των υπολειπόμενων ενεργειών, την χρονική στιγμή DT που εξαντλούνται τα αποθέματα ενέργειας κάθε κόμβου, το μέσο μήκος h των διαδρομών που χρησιμοποιούνται, το λόγο RS παραδιδόμενων προς αποσταθθέντα πακέτα και το πλήθος C των συγκρούσεων ανάμεσα σε πακέτα δεδομένων. Κάθε μετρημένη τιμή αποτελεί το μέσο όρο από 10 εκτελέσεις. Στη συνέχεια παρουσιάζονται τα πειραματικά αποτελέσματα χωρισμένα σε ενεργειακά (E, σ^2, DT) και σχετιζόμενα αμιγώς με μετρικές δικτυακής απόδοσης (h, RS, C) .

3.5.1 Ενέργεια

Καταρχήν αναφορικά με την μέση υπολειπόμενη ενέργεια στους κόμβους του δικτύου στο τέλος του πειράματος, η οποία απεικονίζεται στο Σχήμα 3.3α, ο Minimum-Hop αλγόριθμος υπερέχει έναντι των υπόλοιπων αλγόριθμων που δοκιμάστηκαν επιτυγχάνοντας μεγαλύτερη μέση υπολειπόμενη ενέργεια στους κόμβους στο τέλος του πειράματος. Όμως την ίδια ώρα οδηγεί σε λιγότερο ομοιόμορφη κατανάλωση της ενέργειας και σε μικρότερους χρόνους εξάντλησης της ενέργειας στους κόμβους όπως φαίνεται στα Σχήματα 3.3β και 3.4). Φαίνεται δηλαδή (Σχήμα 3.4) για παράδειγμα ότι οι Energy¹ και Energy-Hop² οδηγούν σε πιο ομοιόμορφη κατανάλωση της ενέργειας στους κόμβους του δικτύου (μικρότερη διασπορά σ^2) και για αυτό ακριβώς το λόγο τα αποθέματα ενέργειας των κόμβων του δικτύου εξαντλούνται αργότερα. Έτσι ο χρόνος ζωής του δικτύου επιμηκύνεται και σαν αποτέλεσμα περισσότερα πακέτα εξυπηρετούνται συνολικά. Ο Minimum-Hop διαλέγει και χρησιμοποιεί το μονοπάτι με τον ελάχιστο αριθμό συνδέσμων και το χρησιμοποιεί για όλη τη διάρκεια του πειράματος ή τουλάχιστον μέχρι κάποιος από τους κόμβους του να εξαντλήσει τα διαθέσιμα αποθέματά του σε ενέργεια. Από την άλλη οι Energy και Energy-Hop αλγόριθμοι λαμβάνοντας υπόψη την διαθέσιμη ενέργεια R_i η οποία αλλάζει κατά τη διάρκεια του πειράματος, δρομολογούν την κίνηση σε περισσότερα πακέτα αφού με τον χρόνο αλλάζει το βέλτιστο πακέτο. Επομένως, στο τέλος η συνολική κατανάλωση ενέργειας στο δίκτυο είναι μεγαλύτερη.

Τα αποτελέσματα αναφορικά με το χρόνο εξάντλησης των αποθεμάτων ενέργειας των κόμβων αναπαρίστανται στο Σχήμα 3.4 όπου είναι φανερό ότι οι Energy-Hop αλγόριθμοι παρουσιάζουν καλύτερη συμπεριφορά σε σχέση με τους Energy τις περισσότερες φορές. Από την άλλη, ο Minimum-Hop παρουσιάζει τη χειρότερη απόδοση από όλους σε όλες τις περιπτώσεις. Μόνο στην περίπτωση που η ισχύς μετάδοσης λαμβάνεται υπόψη ως προσθετικό (SUM/MIN Energy) αντί για αντιπροσωπευτικό κατά μέγιστο (MAX/MIN Energy) οι δυο αλγόριθμοι είναι περίπου ισοδύναμοι με μια μικρή μάλιστα υπεροχή του SUM/MIN Energy έναντι του SUM/MIN Energy-Hop. Αυτό δείχνει ότι η επιλογή της συγκεκριμένης παραμέτρου ως προσθετικής οδηγεί σε μια πιο αντιπροσωπευτική εκτίμηση του ενεργειακού κόστους μετάδοσης μέσω καθενός μονοπατιού και κατ'επέκταση σε αποτελεσματικότερη λειτουργία του αλγορίθμου. Ένα ακόμη ενδιαφέρον σημείο που παρατηρεί κανείς στις συγκεκριμένες γραφικές παραστάσεις είναι ότι όλοι οι κόμβοι που φτάνουν σε σημείο εξάντλησης των αποθεμάτων ενέργειάς τους, το παθαίνουν σε πολύ κοντινές μεταξύ τους χρονικές στιγμές. Το παραπάνω βέβαια δεν ισχύει στον ίδιο βαθμό για τον Minimum-Hop αλγόριθμο αφού η κατανάλωση της ενέργειας δεν είναι στον ίδιο βαθμό κατανομημένη στο δίκτυο. Αντίθετα, στους αλγόριθμους με πολλαπλά κόστη η κατανομή της κατανάλωσης ενέργειας στο δίκτυο είναι πιο ομοιόμορφη και έτσι ένας μεγάλος αριθμός κόμβων φτάνει σχεδόν ταυτόχρονα σε

¹Υπενθυμίζεται ότι με τον όρο Energy αναφερόμαστε στους MAX/MIN Energy και SUM/MIN Energy

²Υπενθυμίζεται ότι με τον όρο Energy-Hop αναφερόμαστε στους MAX/MIN Energy-Hop και SUM/MIN Energy-Hop

Average Residual Energy

(a)

Variance of Residual Energy

(b)

Σχήμα 3.3: (α) Η μέση υπολειπόμενη ενέργεια στους κόμβους του δικτύου μετά την ολοκλήρωση της εκκένωσης πακέτων για τους αλγόριθμους Minimum-Hop, MAX/MIN Energy και MAX/MIN Energy-Hop, (β) Η διασπορά της υπολειπόμενης ενέργειας στους κόμβους του δικτύου μετά την ολοκλήρωση της εκκένωσης πακέτων για τους αλγόριθμους Minimum-Hop, SUM/MIN Energy και SUM/MIN Energy-Hop, για αρχική ενέργεια 2 Joules στην δικτυακή τοπολογία του σχήματος Σχήματος 3.2α (ακτίνα μετάδοσης ομοιόμορφα κατανεμημένη από 50 έως 100 μέτρα).

σημείο εξάντλησης των αποθεμάτων του. Η στιγμή που λαμβάνει χώρα αυτό βέβαια είναι αρκετά αργότερα από όταν ξεκινούν να εξαντλούνται οι κόμβοι στην περίπτωση του Minimum-Hop αλγορίθμου.

3.5.2 Απόδοση δικτύου

Στο Σχήμα 3.5 απολύτως φυσιολογικά φαίνεται ότι ο Minimum-Hop αλγόριθμος επιλέγει και χρησιμοποιεί μικρότερα μονοπάτια από ότι οι Energy και Energy-Hop αλγόριθμοι. Όμως όταν η αρχική ενέργεια είναι πεπερασμένη (που σημαίνει ότι υπάρχουν κόμβοι που τελικά μένουν χωρίς ενέργεια) οι Energy-Hop αλγόριθμοι πλησιάζουν πολύ τον Minimum-Hop αφού ο τελευταίος αναγκάζεται να δρομολογήσει την κίνηση σε μεγαλύτερα μονοπάτια.

Αναφορικά με τον λόγο RS όταν η αρχική ενέργεια είναι πρακτικά άπειρη, όλα τα πακέτα αργά ή γρήγορα παραδίδονται στους επιθυμητούς προορισμούς, οπότε για όλους τους αλγόριθμους το RS ισούται με 1. Όταν όμως είναι πεπερασμένη οι αλγόριθμοι που ξεχωρίζουν είναι οι Energy-Hop καθώς όπως είδαμε στην προηγούμενη ενότητα είναι εκείνοι που παρουσιάζουν την καλύτερη συμπεριφορά σε σχέση με το χρόνο εξάντλησης των αποθεμάτων ενέργειας των κόμβων του δικτύου DT . Αφού οι κόμβοι μένουν περισσότερο χρόνο ενεργοί, περισσότερα πακέτα φτάνουν στους προορισμούς τους. Βέβαια ενώ η διαφορά ανάμεσα στους MAX/MIN Energy, MAX/MIN Energy-Hop είναι μεγάλη οι SUM/MIN Energy, SUM/MIN Energy-Hop είναι σχεδόν ισοδύναμοι. Έτσι βλέπουμε άλλη μια φορά τη μεγάλη βελτίωση του Energy αλγορίθμου όταν μετρική-κόστος T_i λαμβάνεται υπόψη ως προσθετική αντί για αντιπροσωπευτική κατά μέγιστο. Τα παραπάνω φαίνονται στις γραφικές παραστάσεις του Σχήματος 3.6.

Τέλος σε σχέση με τον αριθμό των συγκρούσεων μεταξύ πακέτων (βλ. Σχήμα 3.7), ο Minimum-Hop εμφανίζεται πάντα να έχει τον μικρότερο. Το γεγονός αυτό εξηγείται καταρχήν από το ότι τα μονοπάτια στα οποία ο Minimum-Hop δρομολογεί την κίνηση είναι μικρότερα από ότι στους άλλους αλγόριθμους, ενώ ένας άλλος λόγος είναι ότι τα πακέτα που παραδίδονται (άρα και μεταδίδονται) είναι λιγότερα (Σχήμα 3.6) οπότε η πιθανότητα ύπαρξης σύγκρουσης σαφώς μικρότερη.

3.5.3 Οι συναρτήσεις μοναδικού κόστους

Εκτός από τους παραπάνω αλγόριθμους που είναι όλοι με πολλαπλά κόστη ανά σύνδεσμο και κατ' επέκταση ανά μονοπάτι, δοκιμάσαμε τη λειτουργία του δικτύου και για δυο αλγόριθμους που ακολουθούν τη λογική της δρομολόγησης με ένα μοναδικό κόστος, τον Single-Cost-Energy Ratio και τον Single-Cost-Energy-Hop Ratio. Τα αποτελέσματα των πειραμάτων δείχνουν ότι οι Energy, που είναι αλγόριθμοι με πολλαπλά κόστη, είναι σαφώς καλύτεροι από τον αντίστοιχό τους στο πεδίο των αλγορίθμων με ένα μοναδικό κόστος (Single-Cost-Energy Ratio), κάτι που όμως δεν ισχύει για τους Energy-Hop και τον Single-Cost-Energy-Hop Ratio οι οποίοι είναι σχεδόν ισοδύναμοι. Η εξήγηση για αυτές τις διαφορές βρίσκεται στον τρόπο λειτουργίας των αλγορίθμων. Ο Single-Cost-Energy Ratio χαρακτηρίζει ένα μονοπάτι

Current Number of Nodes with Depleted Energy

(a)

Current Number of Nodes with Depleted Energy

(b)

Σχήμα 3.4: Ο τρέχων αριθμός των κόμβων με εξαντλημένη ενέργεια κατά την διάρκεια της εκκένωσης πακέτων για τους αλγορίθμους Minimum-Hop και (α) MAX/MIN Energy, MAX/MIN Energy-Hop και (β) SUM/MIN Energy, SUM/MIN Energy-Hop, για πεπερασμένη αρχική ενέργεια στην δικτυακή τοπολογία του σχήματος Σχήματος 3.2a (ακτίνα μετάδοσης ομοιόμορφα καταναμημένη από 50 έως 100 μέτρα).

(a)

(b)

Σχήμα 3.5: Ο μέσος αριθμός συνδέσμων των μονοπατιών δρομολόγησης που επιλέγουν οι αλγόριθμοι Minimum-Hop, SUM/MIN Energy, SUM/MIN Energy-Hop, για (α) άπειρη και (β) πεπερασμένη αρχική ενέργεια στην δικτυακή τοπολογία του σχήματος Σχήματος 3.2a (ακτίνα μετάδοσης ομοιόμορφα κατανεμημένη από 50 έως 100 μέτρα).

(a)

(b)

Σχήμα 3.6: Ο λόγος ληφθέντων προς μεταδιδόμενα πακέτα για τους αλγορίθμους Minimum-Hop και (α) MAX/MIN Energy, MAX/MIN Energy-Hop και (β) SUM/MIN Energy, SUM/MIN Energy-Hop. Το πείραμα εκτελέστηκε για πεπερασμένη αρχική ενέργεια στην δικτυακή τοπολογία του σχήματος Σχήματος 3.2a (ακτίνα μετάδοσης ομοιόμορφα καταναμευμένη από 50 έως 100 μέτρα).

Collisions

(a)

Collisions

(b)

Σχήμα 3.7: Ο αριθμός των συγκρούσεων για τους αλγορίθμους Minimum-Hop, MAX/MIN Energy, MAX/MIN Energy-Hop. Το πείραμα εκτελέστηκε για (α) άπειρη και (β) πεπερασμένη αρχική ενέργεια στην δικτυακή τοπολογία του σχήματος Σχήματος 3.2a (ακτίνα μετάδοσης ομοιόμορφα κατανομημένη από 50 έως 100 μέτρα).

με βάση τον “χειρότερό” του σύνδεσμο, ενώ οι Energy με βάση ξεχωριστά τη “χειρότερη” ισχύ μετάδοσης και τη “χειρότερη” διαθέσιμη ενέργεια που μπορεί να ανήκουν σε διαφορετικούς συνδέσμους. Αυτή η διαφορά αμβλύνεται όταν μιλάμε για τους Single-Cost-Energy-Hop Ratio και τους Energy-Hop εξαιτίας της παρουσίας του αριθμού των συνδέσμων στις παραμέτρους που λαμβάνονται υπόψη. Τα παραπάνω φαίνονται στο Σχήμα 3.8.

3.5.4 Η συχνότητα ανανέωσης

Ως τώρα στα αποτελέσματα που έχουν παρουσιαστεί οι διάφοροι αλγόριθμοι δρομολόγησης εκτελούσαν τον αλγόριθμο εύρεσης των μη-κυριαρχημένων μονοπατιών κάθε 1 δευτερόλεπτο. Θέλοντας να δούμε πως επηρεάζει η συχνότητα της εκτέλεσης αυτής την απόδοση των αλγορίθμων, εκτελέσαμε πειράματα όπου το διάστημα ανάμεσα σε δυο ενημερώσεις είναι διαδοχικά 1, 5, 10, 20, 50 και 100 δευτερόλεπτα. Μελετήθηκαν μόνο οι SUM/MIN Energy και SUM/MIN Energy-Hop αλγόριθμοι ως πιο αντιπροσωπευτικοί, ενώ για τον Minimum-Hop δεν γίνεται λόγος καθώς δεν μεταβάλλει τις αποφάσεις του ανάλογα με τον χρόνο.

Στην περίπτωση που η αρχική ενέργεια των κόμβων του δικτύου είναι πρακτικά άπειρη η επιλογή της συχνότητας ανανεώσεων δεν επηρεάζει καθώς οι αλλαγές στη διαθέσιμη ενέργεια είναι πολύ μικρές για να προκαλέσουν αλλαγές στις αποφάσεις δρομολόγησης. Έτσι λοιπόν και για τις δυο ομάδες πρωτοκόλλων τα αποτελέσματα δείχνουν ότι είναι σε μεγάλο βαθμό ανεξάρτητες από αυτήν.

Όταν όμως η αρχική ενέργεια είναι πεπερασμένη, βλέπουμε ότι σε γενικές γραμμές όσο το διάστημα ανάμεσα σε δυο ανανεώσεις του αλγορίθμου μεγαλώνει τόσο η απόδοση των δυο ομάδων πρωτοκόλλων πέφτει (βλ. Σχήμα 3.9). Αυτό είναι φυσικά κάτι αναμενόμενο αφού όσο μεγαλώνει αυτό το διάστημα, η εγκυρότητα της πληροφορίας στην οποία βασίζουν τις αποφάσεις τους οι αλγόριθμοι με πολλαπλά κόστη πέφτει και σαν αποτέλεσμα ακολουθεί και η αποδοτικότητά τους. Το ενδιαφέρον είναι ότι υπάρχει ένα κατώφλι μέχρι το οποίο η αύξηση του διαστήματος ανάμεσα σε δυο διαδοχικές ενημερώσεις δεν φαίνεται να επηρεάζει αισθητά την απόδοση. Αυτό όπως δείχνει και το Σχήμα 3.9 είναι γύρω στα 5 ή 10 σε μερικές περιπτώσεις δευτερόλεπτα.

3.6 Συμπεράσματα

Συνοψίζοντας τα παραπάνω αποτελέσματα στο κεφάλαιο αυτό θα σταθούμε στα κυριότερα σημεία που αξίζουν προσοχής αλλά και σε μερικά που δεν αναφέρθηκαν προηγουμένως.

Καταρχήν οι Energy-Half-Hop δεν φάνηκαν να έχουν σημαντικές διαφορές από τους Energy. Για αυτό και δεν έγινε λόγος για αυτούς παραπάνω. Ο εκθέτης $\frac{1}{2}$ στον οποίο υψώνεται ο αριθμός των συνδέσμων του μονοπατιού εξαλείφει την επιρροή του στο αποτέλεσμα και με αυτόν τον τρόπο κάνει τους αλγόριθμους αυτούς να προσομοιάζουν τόσο στους Energy. Γραφικές παραστάσεις που επιβεβαιώνουν όλα αυτά παρατίθενται στο Σχήμα 3.10.

Σχήμα 3.8: (α) Ο λόγος ληφθέντων προς μεταδιδόμενα πακέτα και (β) ο τρέχοντας αριθμός των κόμβων με εξαντλημένα τα αποθέματα ενέργειάς τους για τους αλγορίθμους Minimum-Hop, SUM/MIN Energy, SUM/MIN Energy-Hop, Single-Cost-Energy Ratio και Single-Cost-Energy-Hop Ratio. Το πείραμα εκτελέστηκε για πεπερασμένη αρχική ενέργεια στην δικτυακή τοπολογία του σχήματος Σχήματος 3.2α (ακτίνα μετάδοσης ομοιόμορφα κατανομημένη από 50 έως 100 μέτρα).

(a)

(b)

Σχήμα 3.9: (α) Ο λόγος ληφθέντων προς μεταδιδόμενα πακέτα για τους αλγόριθμους SUM/MIN Energy και SUM/MIN Energy-Hop και (β) ο τρέχοντας αριθμός των κόμβων με εξαντλημένα τα αποθέματα ενέργειάς τους για τον SUM/MIN Energy-Hop. Το πείραμα εκτελέστηκε για πεπερασμένη αρχική ενέργεια στην δικτυακή τοπολογία του σχήματος Σχήματος 3.2a (ακτίνα μετάδοσης ομοιόμορφα κατανομημένη από 50 έως 100 μέτρα).

(a)

(b)

Σχήμα 3.10: (α) Η μέση υπολειπόμενη ενέργεια και (β) ο μέσος αριθμός συνδέσμων των μονοπατιών για τους αλγορίθμους Minimum-Hop, MAX/MIN Energy, MAX/MIN Energy-Hop και MAX/MIN Energy-Half-Hop, για άπειρη αρχική ενέργεια με ακτίνα μετάδοσης όλων των κόμβων ίση με 50 μέτρα.

Μια γενική παρατήρηση που προκύπτει από τα αποτελέσματα είναι ότι οι Energy-Hop αλγόριθμοι κινούνται σε όλα τα μετρούμενα μεγέθη κάπου ανάμεσα από τους Minimum-Hop και Energy. Μάλιστα πιο κοντά κυμαίνονται στον Minimum-Hop (Σχήμα 3.3). Ένα άλλο σημαντικό σημείο για το οποίο έχουν γίνει κάποιες αναφορές είναι η σημασία του είδους της μετρικής-κόστους της ισχύος μετάδοσης για την απόδοση των Energy αλγορίθμων (αλλά και των Energy-Hop σε μικρότερο όμως βαθμό εξαιτίας της ταυτόχρονης παρουσίας του αριθμού των συνδέσμων στον υπολογισμό). Η διαφορά ανάμεσα στον SUM/MIN Energy και τον MAX/MIN Energy σε όλες τις μετρούμενες ποσότητες είναι αξιοσημείωτη. Η αιτία για τη μεγάλη αυτή διαφοροποίηση είναι το ότι η άθροιση της ισχύος μετάδοσης των κόμβων ενός μονοπατιού δίνει καλύτερη αίσθηση για το ενεργειακό κόστος χρήσης του μονοπατιού από ότι η μέγιστη τιμή από αυτές. Γραφικές παραστάσεις που δείχνουν τα παραπάνω βρίσκονται στα Σχήματα 3.4 και 3.6.

Σχετικά με την ακτίνα μετάδοσης, όταν αυτή ήταν ίδια για όλους τους κόμβους του δικτύου τα αποτελέσματα δεν είχαν μεγάλο ενδιαφέρον καθώς αχρηστευόταν η μετρική-κόστος T_i (όταν λαμβανόταν υπόψη ήταν ουσιαστικά ένας ακόμη μετρητής συνδέσμων του μονοπατιού, ενώ όταν θεωρούνταν αντιπροσωπευτική κατά μέγιστο δεν επηρέαζε πλέον καθόλου) και απέμενε στους αλγόριθμους μονάχα η διαθέσιμη ενέργεια R_i ως δυναμική μετρική-κόστος. Ένα σημείο από αυτά στο οποίο αξίζει μόνο να αναφερθούμε είναι η μεγάλη αύξηση του αριθμού των συγκρούσεων που παρατηρήθηκε σε αυτήν την κατηγορία πειραμάτων σε σχέση με τις υπόλοιπες (Σχήμα 3.11). Αυτό οφείλεται στο ότι η ακτίνα μετάδοσης όλων των κόμβων ήταν ίση με μόλις 50m άρα και η ακτίνα μέχρι την οποία κάθε κόμβος μπορούσε να “ακούει” για άλλες εν εξελίξει επικοινωνίες ήταν επίσης 50m, μικρότερη δηλαδή από ότι στα υπόλοιπα πειράματα.

Επίσης, ενδιαφέρον ήταν το ότι όπως παρατηρήθηκε η ικανότητα του δικτύου για παράδοση πακέτων στους προορισμούς τους, όταν η αρχική ενέργεια των κόμβων του ήταν πεπερασμένη, έφτανε σε κάποια όρια πέρα από τα οποία δεν επηρεαζόταν ουσιαστικά από την οποιαδήποτε αύξηση του πλήθους των εισερχόμενων πακέτων.

Τέλος, μια αναφορά για τα πειράματα που αφορούσαν την δικτυακή τοπολογία του Σχήματος 3.2β, όπου η ακτίνα μετάδοσης των κόμβων είναι τυχαία επιλεγμένη από μια ομοιόμορφη κατανομή με διάστημα 50–150m. Σε αυτήν την περίπτωση το δίκτυο είναι πολύ πιο πυκνό οπότε οι παρεμβολές ανάμεσα στους κόμβους είναι εκτεταμένες σε τέτοιο βαθμό που τα επιτυχώς παραδιδόμενα πακέτα είναι πολύ λιγότερα και μάλιστα τόσο λίγα που καθιστούν τα συγκεκριμένα αποτελέσματα περιορισμένου ενδιαφέροντος.

Σχήμα 3.11: Ο αριθμός των συγκρούσεων για τους αλγορίθμους Minimum-Hop, MAX/MIN Energy, MAX/MIN Energy-Hop και MAX/MIN Energy-Half-Hop, για άπειρη αρχική ενέργεια με ακτίνα μετάδοσης όλων των κόμβων ίση με 50 μέτρα.

Ενεργο-αποδοτικότητα σε χωρητικά και ενεργειακά περιορισμένα δίκτυα

4.1 Εισαγωγή

Βασικό αντικείμενο του παρόντος κεφαλαίου της διατριβής είναι ένας ενεργο-αποδοτικός αλγόριθμος δρομολόγησης για ασύρματα αδόμητα δίκτυα, που βασίζεται στη λογική της δρομολόγησης με πολλαπλά κόστη. Το πλαίσιο στο οποίο γίνεται η αξιολόγηση της απόδοσής του είναι ασύρματα αδόμητα δίκτυα τα οποία αντιμετωπίζουν περιορισμούς από τα αποθέματα ενέργειας των κόμβων τους και τη χωρητικότητα του μέσου επικοινωνίας. Σαν μοντέλο λειτουργίας των συγκεκριμένων δικτύων έχει υιοθετηθεί το μοντέλο ανοικτού ορίζοντα. Στο μοντέλο αυτό, πακέτα δημιουργούνται σε κάθε κόμβο σύμφωνα με μια τυχαία διαδικασία χωρίς χρονικό όριο. Όλα τα πακέτα είναι του ίδιου μεγέθους και απαιτούν τον ίδιο χρόνο για μετάδοση, στον οποίο από εδώ και στο εξής θα αναφερόμαστε ως σχισμή. Ακόμα, η ενέργεια που δαπανάται για τη μετάδοση ενός πακέτου είναι κοινή για όλους τους κόμβους και ίση με E , ενώ θεωρούμε τον χρόνο διακριτοποιημένο σε διαστήματα ίσα με μια σχισμή, στη διάρκεια της οποίας ένα πακέτο δημιουργείται από έναν κόμβο με πιθανότητα p . Οι προορισμοί των πακέτων επιλέγονται μέσω μιας ομοιόμορφης κατανομής. Πέρα από τους δεδομένους περιορισμούς της χωρητικότητας που επιβάλλει το ασύρματο μέσο μετάδοσης στα ασύρματα αδόμητα δίκτυα, θεωρούμε ότι υπάρχουν επιπλέον και ενεργειακοί περιορισμοί στη λειτουργία τους. Συγκεκριμένα κάθε κόμβος επαναφορτίζεται σε κάθε σχισμή με ενέργεια ίση με μια παράμετρο X .

Ο προτεινόμενος αλγόριθμος με πολλαπλά κόστη κάνει χρήση ενεργειακά σχετιζόμενων παραμέτρων κόστους έτσι ώστε να κάνει το ασύρματο αδόμητο δίκτυο να αποδώσει καλύτερα αναφορικά με τους περιορισμούς του παραπάνω μοντέλου. Πιο συγκεκριμένα οι παράμετροι που λαμβάνει υπόψη του για κάθε σύνδεσμο του δικτύου είναι η τρέχουσα διαθέσιμη ενέργεια και η ισχύς μετάδοσης του κόμβου που μεταδίδει στον συγκεκριμένο σύνδεσμο.

Στις μετρήσεις μας ενδιαφερόμαστε για δύο κριτήρια: α) την μέγιστη περίοδο σταθερής λειτουργίας του δικτύου p_{max} , που ορίζεται σαν τη μέγιστη ρυθμοαπόδοση (throughput) που μπορεί να υποστηρίξει το δίκτυο χωρίς οι ουρές των κόμβων να μεγαλώσουν σε πρακτικά άπειρα μεγέθη, και β) την μέση καθυστέρηση παράδοσης των πακέτων για μια δεδομένη ρυθμοαπόδοση $p < p_{max}$. Σαν χρόνο παράδοσης ενός πακέτου ορίζουμε το διάστημα που μεσολαβεί ανάμεσα στη στιγμή που δημιουργείται και τη στιγμή που φτάνει στον προορισμό του. Μελετάμε τον τρόπο με τον οποίο εξαρτάται η μέγιστη περίοδος σταθερής λειτουργίας για κάθε αλγόριθμο από το ρυθμό

επαναφόρτισης ενέργειας στους κόμβους του δικτύου, αλλά και πως μεταβάλλεται η μέση καθυστέρηση παράδοσης των πακέτων σε σχέση με τον ρυθμό δημιουργίας πακέτων στους κόμβους, σε ασύρματα αδόμητα δίκτυα που είναι χωρητικά και ενεργειακά περιορισμένα. Στο Σχήμα 4.1 συνοψίζεται το πρόβλημα στα πλαίσια του οποίου μελετάμε την εφαρμογή της δρομολόγησης με πολλαπλά κόστη.

Σχήμα 4.1: Το πρόβλημα του ανοικτού ορίζοντα. Πακέτα δημιουργούνται σε κάθε κόμβο του δικτύου με πιθανότητα p στη διάρκεια κάθε σχισμής, με ομοιόμορφα κατανεμημένους προορισμούς. Επίσης στο ίδιο διάστημα ενέργεια επαναφορτίζεται στους κόμβους με ρυθμό X μονάδων ενέργειας ανά σχισμή.

Η επίδραση των περιορισμών που θέτουν η ενέργεια και η χωρητικότητα στα ασύρματα αδόμητα δίκτυα έχουν αποτελέσει αντικείμενο αρκετών και σημαντικών εργασιών όπως οι [26, 49, 28, 24]. Συνολικά με αυτές τις δουλειές έχει μελετηθεί αρκετά διεξοδικά το μέγιστο φορτίο κίνησης που μπορεί να εξυπηρετήσει ένα τέτοιο δίκτυο κάτω από ένα εκτεταμένο σύνολο παραμέτρων που αφορούν το δικτυακό μοντέλο επικοινωνίας, την τοπολογία των κόμβων, τους αλγόριθμους δρομολόγησης αλλά και την εισερχόμενη δικτυακή κίνηση. Η έμφαση όμως είναι σαφώς στη μελέτη των περιορισμών της χωρητικότητας ενώ η ενέργεια δεν έχει μελετηθεί στον ίδιο βαθμό.

Πέρα από την πειραματική διερεύνηση της επίδρασης των περιορισμών χωρητικότητας και ενέργειας στα ασύρματα αδόμητα δίκτυα, γίνεται και μια θεωρητική προσέγγισή τους πάνω σε μονοδιάστατα και διδιάστατα τέτοια δίκτυα. Συγκεκριμένα για κάθε έναν από αυτούς τους περιορισμούς ορίζονται άνω όρια στο μέγιστο φορτίο κίνησης που μπορεί να υποστηρίξουν οι προαναφερθείσες κατηγορίες δικτύων.

Τα αποτελέσματα των πειραμάτων δείχνουν ότι ο προτεινόμενος αλγόριθμος με πολλαπλά κόστη υπερέρχει των υπόλοιπων επιτυγχάνοντας και μεγαλύτερη μέγιστη

ρυθμοαπόδοση p_{max} για όλους τους ρυθμούς επαναφόρτισης, αλλά και μικρότερη μέση καθυστέρηση παράδοσης των πακέτων για κάθε ρυθμό δημιουργίας πακέτων στους κόμβους. Για παράδειγμα σε ένα δισδιάστατο δίκτυο με έντονα περιορισμένο λόγω ενέργειας η μέγιστη ρυθμοαπόδοση που επιτυγχάνει ο αλγόριθμος με πολλαπλά κόστη είναι σχεδόν διπλάσια από την αντίστοιχη του αλγορίθμου ελάχιστου μήκους διαδρομής. Αναφορικά με την μέση καθυστέρηση παράδοσης των πακέτων, ένα βασικό συμπέρασμα από τις προσομοιώσεις είναι αυξάνει με ταχύτατο ρυθμό όταν η εισερχόμενη κίνηση ξεπεράσει το όριο που θέτει ο ενεργειακός περιορισμός, ενώ η αύξηση είναι πιο ομαλή στην περίπτωση που ξεπεραστεί το όριο του περιορισμού της χωρητικότητας.

Όσα περιγράφονται στο Κεφάλαιο αυτό αποτελούν το αντικείμενο της δημοσίευσης [63] και μέρος της υποβληθείσας εργασίας [66].

4.2 Περιορισμοί Ενέργειας και Χωρητικότητας

4.2.1 Γενικά

Ο όγκος της κίνησης που μπορεί να διοχετευθεί σε ένα ασύρματο αδόμητο δίκτυο περιορίζεται από την χωρητικότητα του, από την παρεμβολή των κόμβων του, αλλά και από τα περιορισμένα ενεργειακά αποθέματα αυτών, τα οποία ωστόσο μπορεί και να ανανεώνονται, έστω και σε περιορισμένο βαθμό.

Το ασύρματο μέσο είναι ένα κοινά διαμοιραζόμενο μέσο. Αυτό σημαίνει ότι δεν είναι δυνατόν όλοι οι κόμβοι να μεταδίδουν ταυτόχρονα, μιας και αυτό θα οδηγούσε σε ένα πλήθος συγκρούσεων μεταξύ των μεταδόσεων. Για το σκοπό αυτό είναι αναγκαίο ένα πρωτόκολλο με το οποίο οι γειτονικοί κόμβοι του δικτύου επικοινωνούν και καθορίζουν πότε κάθε κόμβος μπορεί να μεταδώσει. Στα ασύρματα δίκτυα το πιο γνωστό και χρησιμοποιούμενο πρωτόκολλο ελέγχου πρόσβασης στο μέσο (MAC) είναι το IEEE 802.11. Το πρωτόκολλο αυτό χρησιμοποιεί έναν μηχανισμό ανταλλαγής πακέτων ελέγχου μεταξύ των κόμβων του δικτύου, την λεγόμενη Distributed Coordination Function. Συγκεκριμένα ένας κόμβος-πομπός που θέλει να μεταδώσει ένα πακέτο δεδομένων, στέλνει ένα πακέτο ελέγχου RTS (ready to send) στον κόμβο-δέκτη. Ο κόμβος-δέκτης όταν λάβει το RTS πακέτο και με την προϋπόθεση πως δεν έχει αντιληφθεί άλλες ταυτόχρονες μεταδόσεις πακέτων δεδομένων, απαντά με ένα πακέτο ελέγχου CTS (clear to send). Όταν ο κόμβος-πομπός λάβει το CTS, μεταδίδει το πακέτο δεδομένων προς τον κόμβο-δέκτη. Παράλληλα κάθε άλλος κόμβος, πέρα από τους κόμβους-πομπού και δέκτη, που λαμβάνει το πακέτο RTS ή CTS καταλαβαίνει ότι το μέσο θα χρησιμοποιηθεί για μετάδοση για κάποιο χρονικό διάστημα και έτσι αποφεύγει να εκκινήσει την διαδικασία αποστολής πακέτων δεδομένων ή να απαντήσει με CTS σε κάποιο πακέτο RTS που απευθύνεται σε αυτόν. Τα πακέτα RTS/CTS περιέχουν μεταξύ των άλλων την πληροφορία του χρόνου που το μέσο θα χρησιμοποιηθεί για μία μετάδοση, ενώ παράλληλα όλοι οι κόμβοι έχουν μία εσωτερική δομή NAV (Network Allocation Vector) στην οποία αποθηκεύουν το χρονικό διάστημα που το ασύρματο μέσο είναι κατειλημμένο λόγω κάποιας μετάδοσης. Έτσι, κάθε κόμβος που λαμβάνει ένα πακέτο

RTS ή ένα πακέτο CTS που δεν απευθύνεται σε αυτό, ανανεώνει κατάλληλα την NAV δομή του. Τέλος, αν ο κόμβος-δέκτης δεν απαντήσει στο RTS πακέτο με ένα αντίστοιχο CTS πακέτο, είτε επειδή το RTS συγκρούστηκε με κάποιο άλλο πακέτο είτε επειδή γνωρίζει ότι το μέσο χρησιμοποιείται για άλλη μετάδοση, ο κόμβος-πομπός αναβάλλει την μετάδοση του πακέτου δεδομένων για αργότερα, όπου και τότε η διαδικασία RTS/CTS θα πρέπει να επαναληφθεί. Υπάρχουν ωστόσο και ασύρματα αδόμητα δίκτυα που χρησιμοποιούν αντί του 802.11 έναν άλλο μηχανισμό πρόσβασης στο μέσο που ακολουθεί τη λογική του σήματος κατειλημμένου (busy tones) [31]. Στην περίπτωση αυτή όλοι οι κόμβοι που ακούνε μία μετάδοση πακέτου δεδομένων, εκπέμπουν ένα busy tone. Όλοι οι κόμβοι που ακούνε το busy tone αποφεύγουν να μεταδώσουν πακέτα δεδομένων.

Οι κόμβοι ενός ασύρματου αδόμητου δικτύου διαθέτουν περιορισμένα ενεργειακά αποθέματα. Σαν αποτέλεσμα η ενέργεια είναι ένας πολύτιμος πόρος και η σωστή και προσεκτική χρήση της είναι πολύ σημαντική στα εν λόγω δίκτυα. Γενικά ένας κόμβος καταναλώνει ενέργεια όταν μεταδίδει, λαμβάνει, επεξεργάζεται δεδομένα ή και όταν απλώς ακούει το ασύρματο μέσο. Η κατανάλωση ενέργειας σε έναν κόμβο εξαρτάται από τις επιλογές πρωτοκόλλων και υλοποιήσεων σε όλα τα επίπεδα του ISO/OSI μοντέλου [1]. Συγκεκριμένα στο φυσικό επίπεδο, το υλικό που χρησιμοποιείται για την επεξεργασία σήματος έχει μεγάλη επίδραση στην κατανάλωση ενέργειας. Ομοίως οι επιλογές στα επίπεδα του ελέγχου πρόσβασης στο μέσο (MAC), δικτύου και μεταφοράς είναι επίσης πολύ σημαντικές. Τέλος πρέπει να αναφέρουμε ότι αν και τα ενεργειακά αποθέματα των κόμβων είναι περιορισμένα, η επαναφόρτιση τους είναι εφικτή με την χρήση π.χ. ηλιακών κυττάρων [41].

Θα μελετήσουμε την επίδραση που έχουν οι περιορισμοί που περιγράφηκαν πιο πάνω αναφορικά με την χωρητικότητα και την ενέργεια σε ασύρματα αδόμητα δίκτυα δυο διαστάσεων και μιας διάστασης. Ως δισδιάστατο δίκτυο χαρακτηρίζουμε μία δικτυακή τοπολογία όπου οι συνδέσεις μεταξύ των κόμβων είναι είτε οριζόντιες είτε κάθετες είτε διαγώνιες (Σχήμα 4.2), ενώ ως μονοδιάστατο δίκτυο χαρακτηρίζουμε μία δικτυακή τοπολογία γραμμής όπως του Σχήματος 4.3.

Για να μελετήσουμε τους παραπάνω περιορισμούς σε ένα ασύρματο αδόμητο δίκτυο χρησιμοποιούμε το μοντέλο του ανοικτού ορίζοντα. Σύμφωνα με αυτό υποθέτουμε ότι καθένας από τους N κόμβους του δικτύου δημιουργεί πακέτα με πιθανότητα p και περίοδο ίση με μια σχισμή. Ως σχισμή ορίζουμε το διάστημα που απαιτείται για τη μετάδοση ενός πακέτου. Κάθε πακέτο χρειάζεται κατά μέσο όρο $h(p)$ μεταδόσεις προκειμένου να φτάσει στον προορισμό του, κάθε μια από τις οποίες απαιτεί ενέργεια E και φτάνει σε ακτίνα R από τον μεταδότη.

4.2.2 Δισδιάστατο ασύρματο αδόμητο δίκτυο

Όπως αναφέραμε, χρησιμοποιώντας το 802.11 ένας κόμβος πριν μεταδώσει ένα πακέτο δεδομένων δεσμεύει το ασύρματο μέσο, με την χρήση του μηχανισμού RTS/CTS. Ο μηχανισμός αυτός έχει σαν αποτέλεσμα όλοι οι κόμβοι που βρίσκονται μέσα σε μία περιοχή γύρω από τον κόμβο-πομπό να μην μπορούν να μεταδώσουν για ένα χρονικό διάστημα. Σε ένα δισδιάστατο ασύρματο αδόμητο δίκτυο το εμβαδόν

της περιοχής αυτής είναι τουλάχιστον ίσο με πR^2 , όπου R η ακτίνα μετάδοσης του κόμβου-πομπού, αν οι κόμβοι πομπός και δέκτης ταυτίζονται και το πολύ ίση με $\frac{4}{3}\pi R^2$ αν ο κόμβος-δέκτης απέχει απόσταση ίση με R από τον κόμβο-πομπό. Στο Σχήμα 4.2 η περιοχή αυτή σημειώνεται με γκρι φόντο. Στην περίπτωση όπου χρησιμοποιείται busy tone και το δίκτυο είναι σχετικά πυκνό τότε όλοι οι κόμβοι που βρίσκονται σε μία απόσταση το πολύ ίση με $2R$ από τον κόμβο-πομπό, δεν μπορούν να μεταδώσουν. Η αντίστοιχη περιοχή έχει επομένως εμβαδόν ίσο με $4\pi R^2$. Από τα παραπάνω γίνεται φανερό ότι σε κάθε περίπτωση, είτε με την χρήση του 802.11 είτε με την χρήση busy tone, το εμβαδόν της περιοχής γύρω από τον κόμβο-πομπό, όπου οι κόμβοι δεν μπορούν να μεταδώσουν είναι ανάλογο του R^2 (Σχήμα 4.2).

Σχήμα 4.2: Δισδιάστατο ασύρματο αδόμητο δίκτυο.

Σύμφωνα με το [8] ορίζουμε σαν σύνολο χωρίς συγκρούσεις (collision free set) το σύνολο των συνδέσμων του δικτύου που μπορούν να μεταδώσουν ταυτόχρονα χωρίς να προκληθούν συγκρούσεις ή παρεμβολή σε γειτονικούς κόμβους. Είναι φανερό ότι ο μέγιστος αριθμός ταυτόχρονων μεταδόσεων που μπορεί να υποστηρίξει ένα δίκτυο φράσσεται από το μέγιστο αριθμό C τέτοιων συνόλων. Από τα παραπάνω προκύπτει ότι το C έχει σαν άνω όριο το $\frac{A}{kR^2}$, όπου A είναι η περιοχή που καλύπτει το δίκτυο, R η ακτίνα των μεταδόσεων και k μία σταθερά μεταξύ π και 4π , η οποία εξαρτάται από το πρωτόκολλο ελέγχου πρόσβασης μέσου (MAC) αλλά και από την σχετική θέση των κόμβων του δικτύου.

Σύμφωνα με το μοντέλο το οποίο μελετάμε, ο μέσος αριθμός μεταδόσεων σε όλο το δίκτυο σε μία σχισμή είναι ίσος με $N\alpha(p)h(p)$, όπου $\alpha(p)$ είναι ο λόγος του συνολικού αριθμού μεταδόσεων προς τον αριθμό των επιτυχών μεταδόσεων που χρειάζονται ώστε να φτάσουν τα πακέτα στους κόμβους-προορισμού τους.

Με βάση τα παραπάνω μπορούμε να θεωρήσουμε ότι ένα ασύρματο αδόμητο δίκτυο δυο διαστάσεων είναι ευσταθές αν ισχύει:

$$N\rho\alpha(p) \cdot h(p) \leq C \leq \frac{A}{kR^2}$$

Ένα δίκτυο χαρακτηρίζεται ευσταθές όταν η εισερχόμενη κίνηση εξυπηρετείται από το δίκτυο με μικρή μέση καθυστέρηση παράδοσης αλλά και μεγάλο ποσοστό επιτυχούς παράδοσης των πακέτων δεδομένων στους προορισμούς τους. Αν ο μέσος αριθμός μεταδόσεων ανά χρονική στιγμή γίνει μεγαλύτερος από το πλήθος των συνόλων ελεύθερων από συγκρούσεις C , τότε κάποιες από αυτές τις μεταδόσεις θα γίνονται στο ίδιο σύνολο. Αυτό βέβαια θα αύξανε το πλήθος των συγκρούσεων, θα μείωνε την χωρητικότητα και κατά συνέπεια θα μείωνε και την απόδοση του δικτύου, μέχρι αυτό να γίνει ασταθές.

Ο μέσος αριθμός του πλήθους των συνδέσμων μίας διαδρομής $h(p)$ είναι περίπου αντιστρόφως ανάλογος της ακτίνας μετάδοσης R των κόμβων, επομένως έχουμε $h(p) \geq \frac{L}{R}$, όπου L είναι η μέση φυσική απόσταση του κόμβου-πηγή από τον κόμβο-προορισμό. Ακόμα υποθέτοντας ότι το δίκτυο είναι ευσταθές, οι ουρές στους κόμβους δεν είναι πεπερασμένες και ότι κανένα πακέτο δεν χάνεται, τότε έχουμε $\alpha(p) > 1$. Επομένως η συνθήκη για την ευστάθεια του δικτύου εξαιτίας των περιορισμών χωρητικότητας είναι:

$$p \leq \frac{A}{kRNL} = \frac{1}{k\rho L} \cdot \frac{1}{R}(1)$$

,όπου ρ συμβολίζει την πυκνότητα των κόμβων του δικτύου.

Ένα ασύρματο αδόμητο δίκτυο αποτελούμενο από επαναφορτιζόμενους κόμβους, για να είναι ευσταθές θα πρέπει η μέση ενέργεια που ξοδεύεται σε κάθε σχισμή να είναι το πολύ ίση με την ενέργεια που εισέρχεται στο δίκτυο κατά το ίδιο χρονικό διάστημα μέσω της επαναφόρτισης των κόμβων του. Η μέση ενέργεια που ξοδεύεται σε κάθε χρονική στιγμή είναι ίση με $N \cdot p \cdot h(p) \cdot \alpha(p) \cdot E$. Υποθέτουμε ότι οι κόμβοι δεν καταναλώνουν ενέργεια για την λήψη ή την επεξεργασία των πακέτων. Η μέση ενέργεια που εισέρχεται στο δίκτυο κάθε χρονική στιγμή είναι ίση με $N \cdot X$, όπου X είναι το ποσό της ενέργειας που αποκτά κάθε κόμβος, σε κάθε σχισμή. Επομένως η απαραίτητη συνθήκη για να είναι το δίκτυο ευσταθές είναι: $N \cdot p \cdot h(p) \cdot \alpha(p) \cdot E \leq N \cdot X$

Υποθέτουμε πάλι ότι το δίκτυο είναι ευσταθές, οι ουρές στους κόμβους δεν είναι πεπερασμένες και ότι κανένα πακέτο δεν χάνεται, οπότε έχουμε $\alpha(p) \geq 1$. Ακόμα η ενέργεια E που καταναλώνεται κατά την μετάδοση ενός πακέτου μπορεί να εκφραστεί ως $k'R^a$. Όπου k' είναι μία σταθερά που εξαρτάται από την ευαισθησία του κόμβου-προορισμού και από το επιθυμητό ρυθμό λαθών (Bit Error Rate-BER). Το a είναι μία σταθερά μεταξύ 2 και 4, η οποία εξαρτάται από την φύση του ασύρματου μέσου (με εμπόδια ή χωρίς κτλ). Θεωρώντας όπως και προηγουμένως ότι $h(p) \geq \frac{L}{R}$, βρίσκουμε την αντίστοιχη συνθήκη για ευστάθεια του δικτύου εξαιτίας των ενεργειακών περιορισμών:

$$p \leq \frac{X}{k'L} \cdot \frac{1}{R^{a-1}}(2)$$

Οι ανισότητες που αποδείξαμε παραπάνω για τους περιορισμούς που επιβάλλουν σε ένα ασύρματο αδόμητο δίκτυο η χωρητικότητα και η ενέργεια, δείχνουν ότι η εξάρτηση του ενεργειακού περιορισμού από την ακτίνα μετάδοσης R των κόμβων, είναι πολύ ισχυρότερη από την εξάρτηση του χωρητικού περιορισμού. Γενικά η απόδοση του δικτύου πέφτει όσο αυξάνεται η ακτίνα μετάδοσης R , κάτι που δείχνει ότι η μικρή ακτίνα μετάδοσης είναι ωφέλιμη τόσο για τα δίκτυα που είναι ενεργειακά περιορισμένα όσο και για αυτά που είναι χωρητικά περιορισμένα. Επομένως ο όγκος της κίνησης που μπορεί να διοχετευθεί στο δίκτυο αυξάνεται όταν μειώνουμε την ακτίνα μετάδοσης R των κόμβων. Αυτό μπορεί να εξηγηθεί και πρακτικά, καθώς μικρότερη ακτίνα μετάδοσης σημαίνει μεγαλύτερη χωρητικότητα του δικτύου, μιας και το μέσο μπορεί να χρησιμοποιείται ταυτόχρονα από περισσότερους κόμβους. Παράλληλα μικρότερη ακτίνα μετάδοσης σημαίνει και μικρότερα ενεργειακά κόστη κατά την μετάδοση των πακέτων δεδομένων. Τέλος μιας και συνήθως $\alpha > 2$ (α είναι περίπου 4 στα αστικά περιβάλλοντα) μπορούμε να συμπεράνουμε ότι, τουλάχιστον για πυκνά δίκτυα, όταν η ακτίνα μετάδοσης R είναι μικρή τότε η απόδοση του δικτύου εξαρτάται-περιορίζεται κυρίως από την χωρητικότητα. Αντίθετα όταν η ακτίνα μετάδοσης R είναι αρκετά μεγάλη το δίκτυο εξαρτάται-περιορίζεται από την ενέργεια των κόμβων του. Ακόμα από τις παραπάνω ανισότητες φαίνεται ότι τόσο οι χωρητικοί όσο και οι ενεργειακοί περιορισμοί εξαρτώνται με τον ίδιο τρόπο από την μέση φυσική απόσταση των κόμβων-πηγής και προορισμού L και μάλιστα η απόδοση του δικτύου μειώνεται όσο αυξάνεται το L . Ακόμα η πυκνότητα των κόμβων του δικτύου ρ επηρεάζει μόνο τον χωρητικό περιορισμό και συγκεκριμένα η απόδοση του δικτύου μειώνεται με την αύξηση της. Σε γενικές γραμμές με βάση τα παραπάνω περιμένουμε η ενέργεια να είναι ο κρίσιμος πόρος σε δίκτυα τα οποία είναι αραιά ή οι κόμβοι τους έχουν μικρό ρυθμό επαναφόρτισης της ενέργειας X ή μεγάλη ακτίνα μετάδοσης R . Στην αντίθετη περίπτωση η απόδοση των δικτύων θα περιορίζεται από την χωρητικότητα και την παρεμβολή.

4.2.3 Μονοδιάστατο αδόμητο δίκτυο

Θεωρώντας ένα μονοδιάστατο αδόμητο δίκτυο (Σχήμα 4.3), τα όρια είναι διαφορετικά από αυτά που υπολογίσαμε στην προηγούμενη ενότητα. Σε ένα τέτοιο δίκτυο κάθε μετάδοση αποτρέπει όλους τους κόμβους σε μία απόσταση ίση με kR από το να μεταδώσουν ταυτόχρονα. Η σταθερά k παίρνει τιμές μεταξύ 2 και 4 και εξαρτάται από το πρωτόκολλο ελέγχου πρόσβασης στο μέσο (MAC) που χρησιμοποιείται αλλά και από την απόσταση μεταξύ κόμβου-πομπού και δεκτής. Αν D είναι το μέγεθος του γραμμικού δικτύου, τότε το πολύ $\frac{D}{kR}$ είναι το πλήθος των μεταδόσεων που μπορούν να γίνουν ταυτόχρονα σε μία σχισμή, το οποίο είναι και το πλήθος των συνόλων τα οποία είναι ελεύθερα από συγκρούσεις C . Επομένως η συνθήκη για την ευστάθεια του δικτύου όταν αυτό είναι χωρητικά περιορισμένο, διαμορφώνεται ως εξής:

$$N \cdot p \cdot a(p) \cdot h(p) \leq \frac{L}{kR}$$

Γνωρίζουμε ότι $h(p) \geq \frac{L}{R}$ και $a(p) \geq 1$, επιπλέον στο μονοδιάστατο δίκτυο η πυκνότητα των κόμβων ορίζεται ως $\rho = \frac{N}{L}$, έτσι έχουμε:

Σχήμα 4.3: Μονοδιάστατο ασύρματο αδόμητο δίκτυο.

$$p \leq \frac{1}{kN} = \frac{1}{k\rho L} \quad (3)$$

Στην περίπτωση που το δίκτυο είναι ενεργειακά περιορισμένα, με τρόπο παρόμοιο με το δισδιάστατο δίκτυο, έχουμε:

$$p \leq \frac{X}{k'L} \cdot \frac{1}{R^{a-1}} \quad (4)$$

Από τις παραπάνω ανισότητες προκύπτει ότι σε μονοδιάστατα δίκτυα ο μέγιστος ρυθμός δημιουργίας πακέτων δεδομένων στην περίπτωση που το δίκτυο είναι περιορισμένο εξαιτίας της χωρητικότητας, δεν εξαρτάται από την ακτίνα μετάδοσης των κόμβων R . Αντίθετα τα δίκτυα στα οποία η ακτίνα μετάδοσης των κόμβων είναι μεγάλη, θα περιορίζονται από την ενέργεια. Τέλος οι υπόλοιπες παρατηρήσεις μας που αφορούσαν τα δισδιάστατα δίκτυα για την φυσική απόσταση των κόμβων L και για τα αραιά δίκτυα (μικρό ρ) έχουν εφαρμογή και στα μονοδιάστατα δίκτυα.

4.3 Οι αλγόριθμοι δρομολόγησης

Η συμπεριφορά του δικτύου στα πλαίσια του μοντέλου του ανοικτού ορίζοντα μελετήθηκε για δυο αλγόριθμους: τον κλασικό αλγόριθμο δρομολόγησης με βάση το ελάχιστο μήκος (minimum hop routing) και έναν αλγόριθμο βασισμένο στην λογική της δρομολόγησης με πολλαπλά κόστη, που εφεξής θα καλείται ενεργο-αποδοτικός αλγόριθμος. Οι παράμετροι κόστους που λαμβάνει υπόψη του ο αλγόριθμος αυτός είναι η τρέχουσα διαθέσιμη ενέργεια R_i και η ισχύς μετάδοσης T_i του κόμβου i που μεταδίδει σε κάθε σύνδεσμο (i, j) του δικτύου. Σύμφωνα με τη λογική της δρομολόγησης με πολλαπλά κόστη, που περιγράφεται πλήρως στο Κεφάλαιο 2 και στην εργασία [29], κάθε μια από αυτές τις παραμέτρους παραμένει αυτόνομη μέχρι το τελικό στάδιο του αλγορίθμου οπότε και μέσω μιας συνάρτησης βελτιστοποίησης παράγεται το κόστος χρήσης κάθε υποψήφιου μονοπατιού για να επιλεγεί το βέλτιστο. Τα υποψήφια μονοπάτια είναι μη-κυριαρχημένα μεταξύ τους, δηλαδή κανένα δεν είναι καλύτερο ως προς ένα άλλο ως προς όλες τις παραμέτρους κόστους. Ένα άλλο στοιχείο της δρομολόγησης με πολλαπλά κόστη είναι οι συσχετιστικοί τελεστές με

τους οποίους συνδυάζονται οι παράμετροι κόστους κάθε συνδέσμου που απαρτίζει μια διαδρομή προκειμένου να προκύψει το διάνυσμα με τις παραμέτρους κόστους για όλη τη διαδρομή. Στην παρούσα εργασία οι τελεστές που χρησιμοποιούνται για την τρέχουσα διαθέσιμη ενέργεια και την ισχύ μετάδοσης του μεταδίδοντα κόμβου κάθε συνδέσμου που αποτελούν τις παραμέτρους του ενεργο-αποδοτικού αλγορίθμου, είναι αντίστοιχα ο “MIN” και ο “+”. Με άλλα λόγια η τρέχουσα διαθέσιμη ενέργεια λαμβάνει μέρος στον αλγόριθμο σαν περιοριστική παράμετρος, δηλαδή η τιμή της για όλη τη διαδρομή P είναι η ελάχιστη τιμή της πάνω στους συνδέσμους της $R = \min_{i \in P} (R_i)$, ενώ η ισχύς μετάδοσης σαν προσθετική ή με άλλα λόγια η τιμή της για μια διαδρομή P είναι το άθροισμα των επιμέρους τιμών της στους συνδέσμους που την απαρτίζουν $\sum_{i \in P} T_i$. Η συνάρτηση βελτιστοποίησης που χρησιμοποιείται έτσι ώστε να προκύψει το τελικό κόστος κάθε διαδρομής απλά παίρνει το λόγο της συνολικής ισχύος μετάδοσης της διαδρομής προς την ελάχιστη τρέχουσα διαθέσιμη ενέργεια των κόμβων της. Δηλαδή:

$$f(T, R) = \frac{\sum_{i \in P} T_i}{\min_{i \in P} R_i}, \quad (4.1)$$

όπου το i διατρέχει όλους τους μεταδίδοντες κόμβους στη διαδρομή P .

4.4 Μοντέλο προσομοίωσης

Στα πειράματά μας χρησιμοποιήσαμε τον Network Simulator [62] για να προσομοιώσουμε τη λειτουργία ενός δικτύου 49 κόμβων τοποθετημένων σε μια τοπολογία πλέγματος 7×7 . Οι γειτονικοί κόμβοι βρίσκονται σε απόσταση 50 μέτρων μεταξύ τους ενώ η ακτίνα μετάδοσης είναι διαφορετική για κάθε κόμβο και ομοιόμορφα κατανεμημένη ανάμεσα σε 50 και 100 μέτρα. Η κίνηση δημιουργείται σύμφωνα με αφίξεις Bernoulli, δηλαδή ένα πακέτο δημιουργείται σε κάθε κόμβο στη διάρκεια μιας σχισμής με πιθανότητα p . Η διάρκεια μιας σχισμής έχει τεθεί ίση με 0,08 δευτερόλεπτα, ενώ ο χρόνος μετάδοσης καθενός από τα μεγέθους 2000 bytes πακέτα είναι 0,016576 δευτερόλεπτα. Η επιλογή αυτή των μεγεθών έγινε έτσι ώστε η ανταλλαγή των πακέτων ελέγχου του χρησιμοποιούμενου IEEE 802.11 πρωτοκόλλου για κάθε πακέτο, αλλά και η μετάδοση του ίδιου του πακέτου να έχει ολοκληρωθεί πλήρως όταν ξεκινήσει η αντίστοιχη διαδικασία για το επόμενο. Η αρχική ενέργεια κάθε κόμβου είναι μηδέν και ο ρυθμός επαναφόρτισής του είναι X μονάδες ενέργειας ανά σχισμή. Υποθέτουμε ότι όλοι οι κόμβοι έχουν ανά πάσα στιγμή πλήρη γνώση της τοπολογίας του δικτύου και των παραμέτρων λειτουργίας των υπόλοιπων κόμβων.

Επιπλέον, ορίζουμε ένα όριο για την τρέχουσα διαθέσιμη ενέργεια των κόμβων κάτω από το οποίο σταματούν την λειτουργία τους. Όποια πακέτα δημιουργούνται ή φτάνουν σε αυτούς δεν αποστέλλονται αλλά αποθηκεύονται στις τοπικές τους ουρές. Περιοδικά κάθε κόμβος ελέγχει αν έχει περάσει αυτό το όριο ασφάλειας και σε αυτήν την περίπτωση επαναφέρεται σε κανονική λειτουργία.

4.5 Αποτελέσματα

Η απόδοση του αλγορίθμου ελάχιστου μήκους διαδρομής και του ενεργο-αποδοτικού αλγορίθμου με πολλαπλά κόστη αξιολογείται στα πλαίσια του προβλήματος ανοικτού ορίζοντα με μεταβλητές τον ρυθμό επαναφόρτισης ενέργειας των κόμβων και την πιθανότητα δημιουργίας πακέτου σε κάθε σχισμή. Τα πειράματα όπως περιγράφηκε πιο πάνω εκτελούνται σε συνεχές χρόνο, μέχρι το δίκτυο να φτάσει σε κατάσταση σταθερής λειτουργίας (steady state). Θεωρούμε ότι το δίκτυο είναι σε μια τέτοια κατάσταση όταν η διασπορά των καθυστερήσεων παράδοσης των πακέτων στους προορισμούς τους είναι κάτω από ένα συγκεκριμένο όριο.

Τα κριτήρια με βάση τα οποία αξιολογούνται οι αλγόριθμοι είναι η μέγιστη πιθανότητα δημιουργίας πακέτων p_{max} (μέγιστη ρυθμοαπόδοση) για την οποία το δίκτυο παραμένει λειτουργικό και η μέση καθυστέρηση παράδοσης των πακέτων για μια δεδομένη πιθανότητα δημιουργίας πακέτων. Λειτουργικό θεωρούμε ότι είναι το δίκτυο όταν η εισερχόμενη κίνηση εξυπηρετείται με μικρή καθυστέρηση και σε μεγάλο ποσοστό. Όταν κάποια από τις δύο αυτές συνθήκες δεν ισχύει τότε θεωρούμε ότι το δίκτυο έχει μπει σε μια ασταθή κατάσταση λειτουργίας, οπότε δεν έχει νόημα να συνεχιστεί η μελέτη του.

Στο Σχήμα 4.4 αναπαρίσταται η μέση καθυστέρηση παράδοσης των πακέτων για ρυθμό επαναφόρτισης ενέργειας στους κόμβους $X = 5 \cdot 10^{-3}$ και $X = 9 \cdot 10^{-3}$ Joules ανά σχισμή¹ ως προς τον ρυθμό δημιουργία πακέτων p και για τους δυο αλγόριθμους. Ο ενεργο-αποδοτικός αλγόριθμος με πολλαπλά κόστη φαίνεται να υπερέχει του αλγορίθμου ελάχιστου μήκους διαδρομής και για τους δύο ρυθμούς επαναφόρτισης ενέργειας, επιτρέποντας στο δίκτυο να παραμείνει λειτουργικό για μεγαλύτερο όγκο εισερχόμενης κίνησης. Όπως φαίνεται στο εν λόγω Σχήμα, για την δισδιάστατη τοπολογία που μελετάμε η πιθανότητα δημιουργίας πακέτων που μπορεί να υποστηρίξει το δίκτυο λειτουργώντας με τον ενεργο-αποδοτικό αλγόριθμο είναι σχεδόν διπλάσια από την αντίστοιχη μέγιστη για την περίπτωση του αλγορίθμου ελάχιστου μήκους διαδρομής και για τους δύο ρυθμούς επαναφόρτισης.

Η μετάβαση του δικτύου από την περιοχή σταθερής λειτουργίας στην ασταθή, όπως καταδεικνύεται από την άνοδο της μέσης καθυστέρησης παράδοσης των πακέτων στο Σχήμα 4.4 είναι εξαιρετικά απότομη για τον αλγόριθμο ελάχιστου μήκους διαδρομής και για τους δύο ρυθμούς επαναφόρτισης $X = 5 \cdot 10^{-3}$ και $X = 9 \cdot 10^{-3}$ Joules ανά σχισμή. Από τιμές της τάξης των 4 με 5 σχισμών που είναι η καθυστέρηση στη σταθερή περιοχή, έχουμε μια άμεση σχεδόν αύξηση σε τιμές πάνω από 100 σχισμές που πρακτικά είναι άπειρες. Αυτό συμβαίνει γιατί το δίκτυο είναι ενεργειακά περιορισμένο και η ενέργεια σε κάποιους κόμβους εξαντλείται. Έτσι ο αλγόριθμος ελάχιστης διαδρομής στρέφεται σε άλλους κόμβους των οποίων σύντομα η ενέργεια επίσης εξαντλείται, οπότε η συνεκτικότητα του δικτύου διαταράσσεται και τα πακέτα παραμένουν για πολύ χρόνο σε ουρές περιμένοντας κατάλληλη διαδρομή προς τον προορισμό τους ή και απορρίπτονται. Από την άλλη μεριά, όταν χρησιμοποιείται ο ενεργο-αποδοτικός αλγόριθμος στην περίπτωση που ο ρυθμός επαναφόρτισης είναι

¹Για την ακρίβεια 0,005 Joules και 0,009 Joules προσφέρονταν ανά 10 δευτερόλεπτα.

(a)

(b)

Σχήμα 4.4: Η μέση καθυστέρηση παράδοσης των πακέτων (σε σχισμές) για ρυθμό επαναφόρτισης ενέργειας των κόμβων $X = 5 \cdot 10^{-3}$ και $X = 9 \cdot 10^{-3}$ Joules ανά σχισμή.

$X = 5 \cdot 10^{-3}$ Joules ανά σχισμή το δίκτυο είναι πάλι ενεργειακά περιορισμένο αλλά επειδή έχουμε καλύτερη αξιοποίησή της η άνοδος στην καθυστέρηση παράδοσης των πακέτων είναι λιγότερο απότομη σε σχέση με τον αλγόριθμο ελάχιστου μήκους διαδρομής. Όταν ο ρυθμός επαναφόρτισης είναι $X = 9 \cdot 10^{-3}$ Joules ανά σχισμή το δίκτυο είναι κυρίως χωρητικά περιορισμένο και έτσι η άνοδος στην καθυστέρησης είναι σχετικά ομαλή.

Το Σχήμα 4.5 δείχνει τον λόγο του αριθμού των παραδιδόμενων πακέτων προς τα αποσταθθέντα για ρυθμούς επαναφόρτισης $X = 9 \cdot 10^{-3}$ και $X = 15 \cdot 10^{-3}$ Joules ανά σχισμή². Όπως φαίνεται ο ενεργο-αποδοτικός αλγόριθμος επιτυγχάνει μεγαλύτερη ρυθμοαπόδοση από τον ελάχιστου μήκους διαδρομής αφού η πτώση του ξεκινάει αρκετά αργότερα. Αρχικά και για τους δυο αλγόριθμους ο αριθμός των παραδιδόμενων πακέτων αυξάνει γραμμικά σε σχέση με αυτά που εισάγονται στο δίκτυο. Όταν όμως η πιθανότητα δημιουργίας πακέτων ξεπερνά το p_{max} , ο λόγος πέφτει απότομα. Τότε όχι μόνο ο αριθμός των παραδιδόμενων πακέτων σταματά να αυξάνει αλλά επειδή το δίκτυο μπαίνει σε ασταθή περίοδο λειτουργίας μειώνεται.

Στο Σχήμα 4.6 προβάλλεται η μέγιστη πιθανότητα δημιουργίας πακέτων p_{max} ανά σχισμή σε κάθε κόμβο που μπορεί να υποστηρίξει το δίκτυο με καθέναν από τους δυο αλγόριθμους παραμένοντας σε σταθερή κατάσταση λειτουργίας ως προς τον ρυθμό επαναφόρτισης. Στο Σχήμα 4.6β έχουμε μια λεπτομέρεια του Σχήμα 4.6α. Ως p_{max} θεωρούμε την μέγιστη πιθανότητα δημιουργίας πακέτων για την οποία το δίκτυο καταφέρνει να εξυπηρετήσει την κίνηση με μικρή καθυστέρηση και μεγάλο ποσοστό παράδοσης. Τα όρια για αυτές τις δυο συνθήκες ήταν 100 σχισμές για την καθυστέρηση και 80% για το ποσοστό παράδοσης, αλλά δεν είναι σημαντικά αφού όπως είδαμε και πειραματικά οποιαδήποτε αλλαγή τους επιφέρει απλά μετατόπιση των ίδιων ποιοτικά αποτελεσμάτων.

Έτσι λοιπόν στο Σχήμα 4.6 βλέπουμε ότι ο ενεργο-αποδοτικός αλγόριθμος επιτυγχάνει σημαντικά μεγαλύτερο p_{max} από τον ελάχιστου μήκους διαδρομής για όλους τους ρυθμούς επαναφόρτισης. Η εξάρτηση του p_{max} από το ρυθμό επαναφόρτισης φαίνεται να είναι σχεδόν γραμμική μέχρι το τέλος και για τους δυο αλγόριθμους. Αυτό επιβεβαιώνει ότι στην περιοχή αυτή το δίκτυο είναι περιορισμένο βασικά από την ενέργεια. Όταν ο ρυθμός επαναφόρτισης αυξηθεί πέρα από ένα όριο, το δίκτυο πλέον περιορίζεται από την χωρητικότητα και ο ρυθμός αύξησης του p_{max} σε σχέση με το ρυθμό επαναφόρτισης πέφτει, μέχρι που φτάνει να σταματήσει εντελώς κάτι που δείχνει ότι το όριο από τον χωρητικό περιορισμό έχει προσεγγιστεί.

Η διαφορά στην απόδοση του ενεργο-αποδοτικού αλγορίθμου σε σχέση με τον ελάχιστου μήκους διαδρομής είναι μεγαλύτερη για χαμηλούς ρυθμούς επαναφόρτισης και σταδιακά μειώνεται όσο προσεγγίζεται το όριο που θέτει η χωρητικότητα. Το Σχήμα 4.6β τονίζει τις διαφορές των δυο αλγορίθμων. Σε όλο το εύρος του Σχήματος αυτού το επιτυγχανόμενο p_{max} του ενεργο-αποδοτικού αλγορίθμου είναι σχεδόν διπλάσιο από το αντίστοιχο του αλγορίθμου ελάχιστου μήκους διαδρομής. Αυτό συμβαίνει γιατί όσο πιο μακριά από το χωρητικό όριο βρισκόμαστε τόσο πιο σημαντική είναι η ενέργεια και επομένως ο ενεργο-αποδοτικός αλγόριθμος καταφέρνει

²Για την ακρίβεια 0,005 Joules και 0,009 Joules προσφέρονταν ανά 10 δευτερόλεπτα.

(a)

(b)

Σχήμα 4.5: Ο αριθμός των παραδιδόμενων πακέτων προς τα αποσταλθέντα για ρυθμό επαναφόρτισης ενέργειας των κόμβων $X = 9 \cdot 10^{-3}$ και $X = 15 \cdot 10^{-3}$ Joules ανά σχισμή.

(a)

(b)

Σχήμα 4.6: (α) Η μέγιστη πιθανότητα δημιουργίας πακέτων ως προς το ρυθμό επαναφόρτισης ενέργειας των κόμβων, (β) Λεπτομέρεια του (α).

να δείξει το συγκριτικό του πλεονέκτημα. Όταν όμως η ενέργεια γίνεται άφθονη η χωρητικότητα είναι αυτή που περιορίζει το δίκτυο και έτσι οι διαφορές των δυο αλγορίθμων αμβλύνονται.

Δρομολόγηση με πολλαπλά κόστη και παρεμβολή

5.1 Εισαγωγή

Στο Κεφάλαιο αυτό παρουσιάζουμε άλλη μια εφαρμογή του αλγορίθμου δρομολόγησης με πολλαπλά κόστη σε ασύρματα αδόμητα δίκτυα, στην οποία λαμβάνει υπόψη του και την παρεμβολή. Λόγω της φύσης του μέσου επικοινωνίας στα συγκεκριμένα δίκτυα, το οποίο είναι κοινό, η παρεμβολή είναι ένα από τα βασικά χαρακτηριστικά τους που περιορίζει η λειτουργία τους. Σαν παρεμβολή μιας μετάδοσης ονομάζουμε την επίδραση που έχει στη συμπεριφορά κόμβων που δεν είναι άμεσα εμπλεκόμενοι στην συγκεκριμένη μετάδοση είτε σαν πομποί είτε σαν δέκτες. Η παρεμβολή περιορίζει τα ασύρματα αδόμητα δίκτυα με διττό τρόπο: από τη μια οι κόμβοι που έμμεσα λαμβάνουν μια μετάδοση δεν μπορούν να επικοινωνήσουν με άλλους κόμβους για όσο διαρκεί αυτή και από την άλλη οι συγκρούσεις που προκαλούνται από αλληλοεπηρεαζόμενες μεταδόσεις προκαλούν την επαναμετάδοση των χαμένων πακέτων με όλες τις συνέπειες που έχει αυτό για την καθυστέρηση παράδοσης των πακέτων και την ενέργεια που συνολικά δαπανάται.

Η έμφαση του αλγορίθμου με πολλαπλά κόστη, όπως και στα Κεφάλαια 3 και 4, είναι στην αποδοτικότερη χρήση της διαθέσιμης ενέργειας. Η ενέργεια είναι καθοριστικός παράγοντας για τα ασύρματα αδόμητα δίκτυα μιας και λόγω της έλλειψης οποιασδήποτε υποδομής δεν υπάρχει η δυνατότητα επαναφόρτισής της. Για αυτό το σκοπό εφαρμόζουμε τη λογική της δρομολόγησης με πολλαπλά κόστη, κάνοντας χρήση ενεργειακά σχετιζόμενων παραμέτρων, έτσι ώστε να προκύψει ένας ενεργο-αποδοτικός αλγόριθμος δρομολόγησης. Στο παρόν Κεφάλαιο εξετάζουμε τα οφέλη σχετικά με τους περιορισμούς αναφορικά με την ενέργεια και την παρεμβολή στα ασύρματα αδόμητα δίκτυα που προκύπτουν από το συνδυασμό της δρομολόγησης με πολλαπλά ενεργειακά σχετιζόμενα κόστη και του ελέγχου της ισχύος μετάδοσης από τους κόμβους. Οι παράμετροι κόστους που λαμβάνονται υπόψη για κάθε διαδρομή είναι το μήκος της, η δημιουργούμενη παρεμβολή, η τρέχουσα διαθέσιμη ενέργεια στους κόμβους της και η ισχύς μετάδοσης του καθενός τους. Θεωρούμε ότι κάθε κόμβος μπορεί να ρυθμίσει την ισχύ μετάδοσής του στο ελάχιστο απαιτούμενο επίπεδο για την απρόσκοπτη μετάδοση στον κόμβο που επιθυμεί. Η ιδιότητα αυτή αποσκοπεί στην μείωση της σπατάλης της ενέργειας σε ένα ασύρματο αδόμητο δίκτυο αλλά και της παρεμβολής που δημιουργείται από κάθε μετάδοση. Σε συνδυασμό μάλιστα με τη δρομολόγηση με πολλαπλά ενεργειακά κόστη αναμένουμε σημαντικά πλεονεκτήματα για την αποδοτική χρήση της διαθέσιμης ενέργειας.

Το πλαίσιο στο οποίο αξιολογείται η απόδοση των προτεινόμενων αλγόριθμων που λαμβάνουν υπόψη τους την ενέργεια και την παρεμβολή είναι το μοντέλο της εκκένωσης. Στο μοντέλο αυτό οι κόμβοι του δικτύου ξεκινούν με συγκεκριμένο αριθμό πακέτων και αρχική ενέργεια και σκοπός είναι να μεταδοθούν όλα τα πακέτα στους προορισμούς τους με τη μικρότερη δυνατή καθυστέρηση ή να μεταδοθούν όσο περισσότερα γίνεται μέχρι να εξαντληθεί η ενέργεια. Οι μετρικές ενδιαφέροντος είναι η μέση τιμή και η διασπορά της υπολειπόμενης ενέργειας στους κόμβους του δικτύου στο τέλος του πειράματος, το μέσο μήκος των διαδρομών που χρησιμοποιούνται, το ποσοστό παράδοσης των πακέτων, η μέση καθυστέρηση παράδοσής τους και η ρυθμοαπόδοση που επιτυγχάνεται. Τα αποτελέσματα δείχνουν ότι οι αλγόριθμοι που παρουσιάζονται στο παρόν Κεφάλαιο μειώνουν την παρεμβολή και την ενέργεια που δαπανάται, κατανέμουν την κίνηση πιο ομοιόμορφα στο δίκτυο, επιμηκύνουν το χρόνο ζωής του δικτύου και γενικά βελτιώνουν την απόδοσή του.

Η συγκεκριμένη εφαρμογή του αλγόριθμου δρομολόγησης με πολλαπλά κόστη παρουσιάστηκε σε συνέδριο [42] ενώ έχει υποβληθεί για δημοσίευση και σε περιοδικό [43].

Στη συνέχεια θα περιγράψουμε την σχετική δουλειά στο πεδίο του ελέγχου της ισχύος μετάδοσης και στη συνέχεια θα παρουσιάσουμε αναλυτικά τους αλγόριθμους που προτείνουμε. Έπειτα αναλύουμε το μοντέλο στα πλαίσια του οποίου διεξάγουμε τα πειράματά μας και στο τέλος παραθέτουμε τα αποτελέσματα τα οποία και σχολιάζουμε. Το Κεφάλαιο κλείνει με τα συμπεράσματα που προκύπτουν.

5.2 Σχετική δουλειά

Μέχρι τώρα ο αλγόριθμος δρομολόγησης με πολλαπλά κόστη είχε εφαρμοστεί με σκοπό την ενεργο-αποδοτικότητα σε διάφορα περιβάλλοντα [44, 63, 66] με παραμέτρους κόστους το μήκος κάθε διαδρομής, την τρέχουσα διαθέσιμη ενέργεια των κόμβων και την ισχύ μετάδοσής τους. Στο παρόν Κεφάλαιο εισάγεται μια νέα παράμετρος με πολύ σημαντικό ρόλο στα ασύρματα αδόμητα δίκτυα, η παρεμβολή. Με τον τρόπο αυτό σκοπεύουμε στην καλύτερη αντιμετώπιση των περιορισμών που τίθενται στα εν λόγω δίκτυα τόσο από την ενέργεια όσο και από τη χωρητικότητα.

Ο έλεγχος της ισχύος μετάδοσης με σκοπό την αποδοτικότητα στην διαχείριση της ενέργειας έχει μελετηθεί αρκετά στη βιβλιογραφία. Στην [75] δυο τέτοιοι αλγόριθμοι προτείνονται έτσι ώστε ο κάθε κόμβος να επιλέγει την ισχύ μετάδοσης που θα χρησιμοποιήσει σε κάθε περίπτωση. Αντίστοιχα στην εργασία [12] προτείνεται ένας κατανεμημένος αλγόριθμος δρομολόγησης που χρησιμοποιεί τον έλεγχο της ισχύος μετάδοσης που κατανέμει την κατανάλωση της ενέργειας σε κόμβους που έχουν σχετικά υψηλότερα αποθέματα ενέργειας. Στην [2] ο έλεγχος της ισχύος μετάδοσης εντάσσεται στο επίπεδο Πρόσβασης στο Μέσο (MAC) και ακολουθείται μια διαδικασία διαπραγμάτευσης προκειμένου σε κάθε περίπτωση να επιτευχθεί συμφωνία για την ισχύ μετάδοσης που θα χρησιμοποιηθεί. Τέλος στην [23] παρουσιάζεται ένα πρωτόκολλο Πρόσβασης στο Μέσο που χρησιμοποιώντας ένα μηχανισμό χειραψίας αργής αργής εκκίνησης μειώνει τόσο την κατανάλωση ενέργειας

όσο και την παρεμβολή που δημιουργείται.

5.3 Δρομολόγηση με πολλαπλά κόστη με βάση και την παρεμβολή

Στη δρομολόγηση με βάση ένα μοναδικό κόστος σε κάθε σύνδεσμο του δικτύου ανατίθεται μια μόνο παράμετρος κόστους, ακόμα και αν αποτελεί συνάρτηση πολλών παραμέτρων, και ένας ελάχιστου κόστους αλγόριθμος χρησιμοποιείται για να επιλεγεί το βέλτιστο μονοπάτι. Αντίθετα, στην δρομολόγηση με πολλαπλά κόστη, την οποία ακολουθούν οι αλγόριθμοι που προτείνουμε, κάθε σύνδεσμος χαρακτηρίζεται από ένα διάνυσμα παραμέτρων. Έτσι ένα αντίστοιχο διάνυσμα κόστους προκύπτει για κάθε διαδρομή με βάση τα διανύσματα καθενός από τους συνδέσμους που την απαρτίζουν. Κατά τη διάρκεια της φάσης εύρεσης των υποψήφιων διαδρομών, όσες βρεθούν να υπολείπονται έναντι άλλων ως προς όλες τις παραμέτρους κόστους απορρίπτονται από τη συνέχεια του αλγορίθμου ως κυριαρχημένες. Στο τελικό στάδιο εφαρμόζεται στα διανύσματα κόστους των μη-κυριαρχημένων διαδρομών μια συνάρτηση βελτιστοποίησης μέσω της οποίας επιλέγεται η βέλτιστη. Η δρομολόγηση με πολλαπλά κόστη είναι μια γενικότερη μορφή του προβλήματος πολλαπλών περιορισμών.

Συνοψίζοντας τα παραπάνω, σε κάθε σύνδεσμο l ανατίθεται ένα διάνυσμα παραμέτρων κόστους k διαστάσεων $u_l = (u_{1l}, u_{2l}, \dots, u_{kl})$. Το διάνυσμα κόστους $V(P) = (V_1, V_2, \dots, V_k)$ μιας διαδρομής P , προκύπτει από τα διανύσματα των συνδέσμων $l = 1, 2, \dots, j$ που την αποτελούν εφαρμόζοντας σε κάθε παράμετρο έναν μονότονο συσχετιστικό τελεστή $\otimes$:

$$V_i = \otimes_{l=1, \dots, j} u_{il}$$

. Ο τελεστής αυτός μπορεί να είναι διαφορετικός για κάθε μια από τις παραμέτρους κόστους. Οι παράμετροι κατηγοριοποιούνται ανάλογα με τον τελεστή που χρησιμοποιείται για να προκύψει από τις παραμέτρους κάθε συνδέσμου της διαδρομής η παράμετρος για όλη τη διαδρομή, αλλά και από το κριτήριο που εφαρμόζεται (μεγιστοποίηση ή ελαχιστοποίηση) προκειμένου να επιλεγεί η βέλτιστη διαδρομή. Η δρομολόγηση με πολλαπλά κόστη παρουσιάστηκε πρώτα στην εργασία [29] και αναλύεται πλήρως στο Κεφάλαιο 2.

Η βασική διαφορά ανάμεσα στην δρομολόγηση με πολλαπλά κόστη και με ένα μοναδικό κόστος είναι ότι στην πρώτη οι παράμετροι κόστους λαμβάνονται υπόψη αυτόνομα μέχρι το τέλος οπότε και εφαρμόζεται η συνάρτηση βελτιστοποίησης στα διανύσματα κόστους, ενώ στην τελευταία όλες συνδυάζονται μεταξύ τους έτσι ώστε να προκύψει ένα μοναδιαίο κόστος για κάθε σύνδεσμο. Έτσι το είδος των παραμέτρων που μπορούν να χρησιμοποιηθούν στη δρομολόγηση με ένα κόστος είναι περιορισμένο ενώ επιπρόσθετα δεν μπορεί να υποστηρίξει άμεσα εξατομικευμένο χειρισμό των διάφορων συνόδων ανάλογα με το απαιτούμενο επίπεδο Ποιότητας Υπηρεσίας της καθεμιάς. Πέρα από αυτά τα μειονεκτήματα της δρομολόγησης με ένα κόστος σε σχέση με αυτή που κάνει χρήση πολλαπλών, η δεύτερη υπερέχει

βρίσκοντας περισσότερα από ένα μονοπάτια για κάθε ζευγάρι αφετηρίας-προορισμού, κάτι που ισχύει στην πρώτη. Τέλος, ένας ακόμα παράγοντας που καταδεικνύει πόσο διαφορετικές είναι οι δυο πρακτικές, είναι ότι στη δρομολόγηση με πολλαπλά κόστη δεν ισχύει η ιδιότητα της συμπερίληψης (inclusion property) για τις διαδρομές που υπολογίζονται. Σύμφωνα με την ιδιότητα αυτή κάθε υποσύνολο μιας βέλτιστης διαδρομής είναι και αυτό βέλτιστη διαδρομή.

5.3.1 Οι παράμετροι κόστους

Οι παράμετροι κόστους που λαμβάνουν υπόψη τους οι αλγόριθμοι δρομολόγησης με πολλαπλά κόστη που προτείνουμε στο παρόν Κεφάλαιο είναι:

- Το μήκος μιας διαδρομής h . Ο συσχετιστικός τελεστής σε αυτήν την περίπτωση είναι η πρόσθεση:

$$h = \sum_{l=1}^j h_l,$$

όπου $h_l = 1$ για όλους τους συνδέσμους l . Διαδρομές με μικρό μήκος προτιμούνται από αντίστοιχες με μεγαλύτερο.

- Η ελάχιστη τρέχουσα διαθέσιμη ενέργεια R στη διαδρομή. Η τρέχουσα διαθέσιμη ενέργεια R_l στον κόμβο που μεταδίδει στον σύνδεσμο l χρησιμοποιείται σαν παράμετρος κόστους για το σύνδεσμο. Η ελάχιστη από αυτές προκύπτει εφαρμόζοντας τον τελεστή του ελάχιστου στις τιμές της παραμέτρου σε κάθε έναν από τους συνδέσμους που απαρτίζουν τη διαδρομή:

$$R = \min_{l=1, \dots, j} R_l.$$

Η ελάχιστη διαθέσιμη ενέργεια R καθορίζει πόσο κρίσιμο είναι το επίπεδο της διαθέσιμης ενέργειας στη διαδρομή. Διαδρομές με μεγάλη R όπως είναι προφανές προτιμώνται.

- Το άθροισμα T_1 , ή το μέγιστο T_∞ των τιμών της ισχύς μετάδοσης για κάθε κόμβο της διαδρομής. Έστω T_l η απαιτούμενη ισχύς μετάδοσης στο σύνδεσμο l , τότε το T_1 προκύπτει χρησιμοποιώντας την πρόσθεση σαν συσχετιστικό τελεστή για την παράμετρο κάθε συνδέσμου της διαδρομής, ενώ το T_∞ χρησιμοποιώντας τον τελεστή του μέγιστου:

$$T_1 = \sum_{l=1}^j T_l$$

ή

$$T_\infty = \max_{l=1, \dots, j} T_l.$$

Διαδρομές με μικρό T_1 καταναλώνουν ανάλογα χαμηλή ενέργεια και για αυτό προτιμώνται, ενώ αντίστοιχα διαδρομές με μικρό T_∞ αποφεύγουν κόμβους που δαπανούν πολύ ενέργεια μεταδίδοντας και επίσης αντιμετωπίζονται θετικά από τον αλγόριθμο.

- Η συνολική παρεμβολή I_1 που προκαλείται από τις μεταδόσεις στους συνδέσμους μιας διαδρομής, ή η μέγιστη I_∞ που προκαλείται σε αυτούς. Σύμφωνα με την [9], ορίζουμε την παρεμβολή I_l που δημιουργείται από τη μετάδοση σε έναν σύνδεσμο l σαν τον αριθμό των κόμβων (πέρα από τον πομπό και το δέκτη) που βρίσκεται εντός της ακτίνας μετάδοσης των κόμβων πομπού και δέκτη της συγκεκριμένης μετάδοσης, εξαιρώντας αυτούς τους δυο. Έστω a ο πομπός, b ο δέκτης στο σύνδεσμο $l = (a, b)$ και $|a, b|$ η απόσταση ανάμεσά τους, τότε:

$$I_l = I_{(a,b)} = |\{c \in V, |b, c| \leq |a, b| \cup |a, c| \leq |a, b|\}| - 2$$

Η συνολική παρεμβολή I_1 ή η μέγιστη τιμή της I_∞ στους συνδέσμους της διαδρομής προκύπτει χρησιμοποιώντας σαν συσχετιστικό τελεστή το άθροισμα ή τον τελεστή μεγίστου αντίστοιχα:

$$I_1 = \sum_{l=1}^j I_l$$

ή

$$I_\infty = \max_{l=1, \dots, j} I_l$$

Διαδρομές με μικρή είτε συνολική I_1 είτε μέγιστη I_∞ προκαλούμενη παρεμβολή προτιμώνται από τον αλγόριθμο δρομολόγησης με πολλαπλά κόστη.

5.3.2 Οι αλγόριθμοι

Οι παραπάνω παράμετροι κόστους συνδυάζονται με διάφορους τρόπους δίνοντας μια σειρά από αλγόριθμους δρομολόγησης με πολλαπλά κόστη. Στον παρακάτω πίνακα παρατίθενται όλοι τους μαζί με τη συνάρτηση βελτιστοποίησης που ο καθένας χρησιμοποιεί. Όλοι επιλέγουν σαν βέλτιστη τη διαδρομή P με το ελάχιστο κόστος, όπως αυτό παράγεται από την εκάστοτε συνάρτηση βελτιστοποίησης.

Όνομα	Συνάρτηση Βελτιστοποίησης
Minimum Interference	$I_1(P)$
MAX Interference	$I_\infty(P)$
Minimum Transmission Power	$T_1(P)$
SUM/MIN Energy-Interference	$\frac{T_1(P) \cdot I_1(P)}{R(P)}$
SUM/MIN Energy-Interference -Half Hop	$\frac{\sqrt{h(P) \cdot T_1(P) \cdot I_1(P)}}{R(P)}$
MAX/MIN Energy-Half-Interference	$\frac{T_\infty(P) \cdot \sqrt{I_\infty(P)}}{R(P)}$
MAX/MIN Energy-Half-Interference -Half Hop	$\frac{\sqrt{h(P) \cdot T_\infty(P) \cdot \sqrt{I_\infty(P)}}}{R(P)}$

Πίνακας 5.1: Οι αλγόριθμοι δρομολόγησης με πολλαπλά κόστη

Οι παράμετροι κόστους h , T_1 και I_1 είναι προσθετικές, ενώ οι R , T_∞ και I_∞ κοίλες (concave). Με βάση την [87] η πολυπλοκότητα μιας συνάρτησης βελτιστοποίησης που χρησιμοποιεί τουλάχιστον δυο προσθετικές μετρικές είναι εκθετική εκτός κι αν μια από αυτές είναι το μήκος της διαδρομής (που είναι 1 για κάθε σύνδεσμο). Όταν χρησιμοποιείται μια προσθετική και μια κοίλη είναι επίσης πολυωνυμική. Ίρα οι SUM/MIN αλγόριθμοι είναι εκθετικοί ενώ όλοι οι υπόλοιποι πολυωνυμικοί.

5.4 Πειραματικό Μοντέλο

Υλοποιήσαμε τους αλγόριθμους δρομολόγησης που παρουσιάσαμε παραπάνω στον Πίνακα 5.1 και αξιολογήσαμε την απόδοσή τους πειραματικά μέσω του Network Simulator [62].

Η τιμή ενός σήματος που λαμβάνεται από το δέκτη σε απόσταση d από τον μεταδότη είναι ίση με:

$$P_r(d) = \frac{P_t * \lambda^2}{(4\pi)^2 * d^a},$$

όπου P_t είναι η ισχύς μετάδοσης και λ το χρησιμοποιούμενο μήκος κύματος. Η παράμετρος a είναι μια σταθερά απώλειας της οποίας η τιμή κυμαίνεται ανάμεσα στο 2 και το 4 ανάλογα με το περιβάλλον στο οποίο βρίσκεται το δίκτυο. Στα δικά μας πειράματα θέσαμε $a = 2$, θέλοντας να προσεγγίσουμε το μοντέλο διάδοσης Ελεύθερου Χώρου (Free Space). Οι κόμβοι του δικτύου έχουν τη δυνατότητα να ρυθμίζουν την ισχύ μετάδοσής τους P_t . Συγκεκριμένα θεωρούμε ότι όλοι οι κόμβοι μπορούν άμεσα να επικοινωνήσουν με οποιονδήποτε άλλο μέσα στο δίκτυο, αλλά ανάλογα με τον αλγόριθμο δρομολόγησης μπορούν να επιλέξουν να χρησιμοποιήσουν μια διαδρομή πολλαπλών κόμβων αντί για να μεταδώσουν άμεσα. Επίσης υποθέτουμε ότι κάθε κόμβος γνωρίζει τις αποστάσεις ανάμεσα από τον εαυτό του και τους υπόλοιπους και έτσι μπορεί και ρυθμίζει την ισχύ μετάδοσής του στην ελάχιστη απαιτούμενη τιμή για τον κόμβο προς τον οποίο θέλει να μεταδώσει. Εναλλακτικά για μια πιο ρεαλιστική αντιμετώπιση του προβλήματος, ένα πρωτόκολλο Πρόσβασης στο Μέσο σαν αυτό που προτείνεται στην εργασία [23] μπορεί να χρησιμοποιηθεί μέσω του οποίου πομπός και δέκτης θα συμφωνούν στην ισχύ μετάδοσης που θα χρησιμοποιείται. Στα πειράματα των οποίων τα αποτελέσματα παρουσιάζουμε στο παρόν Κεφάλαιο, κάναμε χρήση μιας τροποποιημένης έκδοσης του IEEE 802.11 πρωτοκόλλου για το επίπεδο Πρόσβασης στο Μέσο. Το ασύρματο αδόμητο δίκτυο στο οποίο εκτελέστηκαν τα πειράματα αποτελείται από 16 ακίνητους κόμβους τυχαία τοποθετημένους σε μια περιοχή δύο διαστάσεων μεγέθους $350 \times 350 \text{ m}^2$. Όσον αφορά την ενέργεια, υποθέτουμε ότι η κατανάλωσή της στον πομπό είναι ανάλογη της ισχύος μετάδοσής του ενώ στον δέκτη ότι είναι σταθερή. Όταν ένας κόμβος ούτε μεταδίδει ούτε λαμβάνει κάποιο πακέτο θεωρούμε ότι δεν καταναλώνει ενέργεια.

Εκτός από την περίπτωση ρυθμιζόμενης ισχύος μετάδοσης από κάθε κόμβο εξετάζουμε και την περίπτωση που η ισχύς μετάδοσης κάθε κόμβου είναι δεδομένη. Τότε έχουμε το φαινόμενο όταν ο επιθυμητός παραλήπτης βρίσκεται πιο κοντά από την στατική ακτίνα μετάδοσης του αποστολέα, να ξοδεύεται χωρίς λόγο παραπάνω

ενέργεια από όσο θα απαιτούνταν ενώ παράλληλα να προξενείται παρεμβολή σε κόμβους που κανονικά δεν θα έπρεπε να ακούσουν την μετάδοση. Τέλος υποθέτουμε ότι οι κόμβοι του δικτύου έχουν στη διάθεσή τους ανά πάσα στιγμή όλη την απαραίτητη πληροφορία (τρέχουσα διαθέσιμη ενέργεια, θέσεις κόμβων, ισχύς μετάδοσης καθενός κτλ.) για τη λειτουργία του αλγορίθμου με πολλαπλά κόστη. Αυτό δεν αφαιρεί αξιοπιστία από τη μελέτη μας μιας και σκοπός είναι να συγκριθούν οι διάφοροι αλγόριθμοι δρομολόγησης με πολλαπλά κόστη μεταξύ τους, οπότε αφού όλοι επωφελούνται το ίδιο η συγκριτική αξιολόγηση είναι έγκυρη.

Η απόδοση των προτεινόμενων αλγορίθμων μελετήθηκε στα πλαίσια του προβλήματος της εκκένωσης (βλ. Κεφάλαιο 3). Σε αυτό οι κόμβοι του δικτύου ξεκινούν με έναν δεδομένο αριθμό πακέτων που πρέπει να μεταδοθούν σε τυχαία επιλεγμένους προορισμούς το καθένα. Σκοπός είναι να μεταδοθούν όλα τα πακέτα επιτυχώς στο συντομότερο δυνατό χρόνο ή να μεταδοθούν όσο περισσότερα γίνεται μέχρι να εξαντληθούν τα αποθέματα ενέργειας. Το μέγεθος των πακέτων τέθηκε στα 500 bytes, ενώ ο ρυθμός μετάδοσης κάθε κόμβου ήταν 0,1 πακέτα/δευτερόλεπτο.

5.5 Αποτελέσματα

Στα πειράματα που εκτελέσαμε για να αξιολογήσουμε την απόδοση των προτεινόμενων αλγορίθμων δρομολόγησης με πολλαπλά κόστη, σχετικά με την ενέργεια και την παρεμβολή, οι μετρικές ενδιαφέροντος ήταν:

- Η μέση υπολειπόμενη ενέργεια E στους κόμβους στο τέλος του πειράματος,
- η διασπορά σ_E^2 των υπολειπόμενων ενεργειών στους κόμβους του δικτύου στο τέλος του πειράματος,
- το μέσο μήκος h των διαδρομών που χρησιμοποιούνται,
- ο λόγος παραδιδόμενων προς αποσταθθέντα πακέτα RS ,
- η μέση καθυστέρηση παράδοσης D των πακέτων που ορίζεται σαν τον μέσο όρο των χρόνων ανάμεσα στη στιγμή που ξεκινά ένα πακέτο και τότε που φτάνει στον προορισμό του,
- την ρυθμοαπόδοση (throughput) T που ορίζεται σαν το ποσό των δεδομένων (σε bytes) που στάλθηκε επιτυχώς από τους κόμβους του δικτύου σε ένα διάστημα προς εύρος του διαστήματος αυτού.

Στα Σχήματα 5.1 και 5.2 απεικονίζεται η μέση υπολειπόμενη ενέργεια στους κόμβους του δικτύου στο τέλος του πειράματος και η διασπορά της αντίστοιχα, ως προς τον αριθμό πακέτων που κάθε κόμβος αποστέλλει. Όπως φαίνεται ο Minimum Transmission Power αλγόριθμος επιτυγχάνει μεγαλύτερο E από όλους τους υπόλοιπους. Αυτό είναι αναμενόμενο αφού ο συγκεκριμένος αλγόριθμος έχει σαν μοναδικό κριτήριο του την ισχύ μετάδοσης, που είναι ανάλογη με την κατανάλωση της ενέργειας, ενώ οι υπόλοιποι δεν την λαμβάνουν άμεσα υπόψη τους.

Σχήμα 5.1: Η μέση υπολειπόμενη ενέργεια στους κόμβους του δικτύου στο τέλος του προβλήματος της εκκένωσης ως προς τον αριθμό των πακέτων που στέλνει κάθε κόμβος.

Αναφορικά όμως με την διασπορά της υπολειπόμενης ενέργειας που δείχνει το Σχήμα 5.2, οι αλγόριθμοι που λαμβάνουν υπόψη τους την τρέχουσα διαθέσιμη ενέργεια (δηλαδή οι SUM/MIN Energy-Interference και SUM/MIN Energy-Interference-Half-Hop) εμφανίζουν καλύτερα αποτελέσματα αφού κατανέμουν την κίνηση στο δίκτυο πιο ομοιόμορφα από τον Minimum Transmission Power αλλά και τον Minimum Interference που χρησιμοποιούν συνεχώς τις ίδιες διαδρομές. Αυτό έχει σαν αποτέλεσμα κάποιοι κόμβοι να υπερ-χρησιμοποιούνται και έτσι να εξαντλούν τα αποθέματα τους νωρίτερα από ότι στους αλγορίθμους που ισόρροπα διανέμουν την κίνηση στο δίκτυο.

Η παραπάνω συζήτηση επιβεβαιώνεται στο Σχήμα 5.3 όπου παρουσιάζονται τα αποτελέσματα σχετικά με το ποσοστό παράδοσης των πακέτων RS . Η επιμήκυνση του χρόνου ζωής του δικτύου που επιτυγχάνουν οι αλγόριθμοι SUM/MIN Energy-Interference και SUM/MIN Energy-Interference-Half-Hop λόγω της ομοιόμορφης κατανομής της κατανάλωσης της ενέργειας οδηγεί σε μεγαλύτερο αριθμό πακέτων να φτάνει επιτυχώς στον προορισμό του. Αντίθετα όταν λόγω της εξάντλησης των αποθεμάτων ενέργειας των κόμβων που χρησιμοποιούνται αποκλειστικά από τους αλγορίθμους Minimum Transmission Power και Minimum Interference όσα πακέτα βρίσκονται σε αυτούς απορρίπτονται ενώ και όσα τους είχαν για προορισμό επίσης δεν θα μπορέσουν ποτέ να παραδοθούν με επιτυχία.

Όσον αφορά στο μέσο μήκος h των διαδρομών που χρησιμοποιούνται, παρατηρεί κανείς στο Σχήμα 5.4) ότι ο αλγόριθμος Minimum Transmission Power χρησιμοποιεί τελικά τις πιο μακριές διαδρομές. Από την άλλη, ο SUM/MIN Energy-Interference-Half-Hop αλγόριθμος κάνει χρήση πιο σύντομων διαδρομών από τον SUM/MIN Energy-Interference αλγόριθμο. Αυτό είναι φυσικά αναμενόμενο αφού στον SUM/MIN Energy-Interference-Half-Hop αλγόριθμο το μήκος των διαδρομών περιλαμβάνεται στα κριτήρια επιλογής της βέλτιστης διαδρομής, έστω και υψωμένο

Σχήμα 5.2: Η διασπορά της υπολειπόμενης ενέργειας στους κόμβους του δικτύου στο τέλος του προβλήματος της εκκένωσης ως προς τον αριθμό των πακέτων που στέλνει κάθε κόμβος.

Σχήμα 5.3: Ο λόγος των παραδιδόμενων προς τα αποσταλθέντα πακέτα ως προς τον αριθμό των πακέτων που στέλνει κάθε κόμβος.

στο $\frac{1}{2}$. Ίρα είναι επόμενο οι διαδρομές που θα επιλεγούν να είναι συντομότερες από τις αντίστοιχες αλγορίθμων που λειτουργούν με άλλα κριτήρια. Μια σχετικά παράδοξη παρατήρηση είναι ότι το μήκος των διαδρομών μειώνεται όσο αυξάνεται η εισερχόμενη κίνηση στο δίκτυο. Αυτό όμως εξηγείται από το γεγονός ότι για αυξημένη κίνηση ο αριθμός των κόμβων των οποίων η ενέργεια εξαντλείται μεγαλώνει κι έτσι οι διαδρομές που απομένουν να χρησιμοποιηθούν είναι λιγότερες αλλά και συντομότερες.

Τα Σχήματα 5.5 και 5.6 απεικονίζουν την ρυθμοαπόδοση και την μέση καθυστέρηση αντίστοιχα. Οι αλγόριθμοι ο SUM/MIN Energy-Interference-Half-Hop και ο SUM/MIN Energy-Interference υπερέρχουν ως προς την ρυθμοαπόδοση έναντι των υπόλοιπων αλγορίθμων αφού η ενεργο-αποδοτικότητα τους τούς επιτρέπει να παραδώσουν περισσότερα πακέτα (βλ. και Σχήμα 5.3). Η

Στην καθυστέρηση την καλύτερη συμπεριφορά φαίνεται να έχει ο Minimum Interference που δεδομένου ότι χρησιμοποιεί και τις συντομότερες διαδρομές καταφέρνει να παραδώσει τα πακέτα με τη μικρότερη καθυστέρηση. Παρομοίως δικαιολογείται και το ότι ο Minimum Transmission Power παρουσιάζει τη χειρότερη απόδοση, αφού αντίστοιχα οδηγεί στο μεγαλύτερο h (βλ. Σχήμα 5.4)). Από την άλλη, οι ο SUM/MIN Energy-Interference-Half-Hop και ο SUM/MIN Energy-Interference παρότι χρησιμοποιούν, ειδικά ο πρώτος (βλ. Σχήμα 5.4) συγκρίσιμους μήκους διαδρομές, εμφανίζουν μεγαλύτερη καθυστέρηση από ότι ο Minimum Interference αφού συνεχίζουν να μεταδίδουν πακέτα για αρκετά περισσότερο χρόνο από ότι αυτός ακόμα κι όταν μερικοί κόμβοι έχουν εξαντλήσει την ενέργειά τους. Ο αυξημένος αριθμός παραδιδόμενων πακέτων έχει σαν τίμημα την αύξηση της καθυστέρησης αφού ειδικά στο τέλος οι χρόνοι παράδοσης είναι συγκριτικά αυξημένοι.

5.5.1 Η απόδοση των max/min αλγορίθμων

Σε αυτήν την υποενότητα παρουσιάζουμε τα αποτελέσματα για τους αλγορίθμους στους οποίους η ισχύς μετάδοσης χρησιμοποιείται σαν κοίλη παράμετρος, δηλαδή για τους MAX/MIN αλγορίθμους του Πίνακα 5.1. Ενδεικτικά θα ασχοληθούμε με τη διασπορά της υπολειπόμενης ενέργειας στους κόμβους του δικτύου στο τέλος του πειράματος, αφού τα συμπεράσματα που προκύπτουν από τα συγκεκριμένα αποτελέσματα είναι αντιπροσωπευτικά. Σύμφωνα με το Σχήμα 5.7 φαίνεται ότι οι MAX/MIN Energy-Half-Interference και MAX/MIN Energy-Half-Interference-Half Hop αλγόριθμοι υστερούν έναντι των αντίστοιχων SUM/MIN αλγορίθμων. Με άλλα λόγια οι T_1 και I_1 παράμετροι κόστους είναι πιο αποδοτικοί από τις T_∞ και I_∞ αντίστοιχα. Το άθροισμα της ισχύος μετάδοσης και της παρεμβολής κάθε κόμβου σε μια διαδρομή είναι πιο αντιπροσωπευτικό από την μέγιστη τιμή για κάθε μια από τις δυο παραμέτρους. Παρόλα αυτά πρέπει να σημειωθεί ότι ένας αλγόριθμος που χρησιμοποιεί και την T_1 και την I_1 καταλήγει να έχει εκθετική πολυπλοκότητα, ενώ αν μια από τις δυο αντικατασταθεί από την T_∞ ή την I_∞ αντίστοιχα η πολυπλοκότητα γίνεται πολυωνυμική.

Σχήμα 5.4: Το μέσο μήκος των διαδρομών που χρησιμοποιούνται ως προς τον αριθμό των πακέτων που στέλνει κάθε κόμβος.

Σχήμα 5.5: Η μέση ρυθμοαπόδοση ως προς τον αριθμό των πακέτων που στέλνει κάθε κόμβος.

Σχήμα 5.6: Η μέση καθυστέρηση παράδοσης των πακέτων ως προς τον αριθμό των πακέτων που στέλνει κάθε κόμβος.

Σχήμα 5.7: Η διασπορά της υπολειπόμενης ενέργειας στους κόμβους του δικτύου στο τέλος του προβλήματος της εκκένωσης.

5.6 Συμπεράσματα

Προτείνουμε μια σειρά από αλγόριθμους δρομολόγησης με πολλαπλά κόστη σχετικά με την ενέργεια και την παρεμβολή και μελετήσαμε την απόδοσή τους. Θεωρήσαμε ότι οι κόμβοι έχουν τη δυνατότητα ρύθμισης της ισχύος μετάδοσής τους στο ελάχιστο απαιτούμενο επίπεδο για να φτάσουν τον επιθυμητό παραλήπτη. Τα αποτελέσματα δείχνουν ότι οι αλγόριθμοι που λαμβάνουν υπόψη τους το μήκος της διαδρομής, την παρεμβολή και ενεργειακές παραμέτρους επιτυγχάνουν τα πιο ισορροπημένα αποτελέσματα αναφορικά με τις μετρικές στις οποίες εστιάσαμε.

Κατανεμημένη δρομολόγηση με πολλαπλά κόστη και κινητικότητα

6.1 Εισαγωγή

Ο αλγόριθμος δρομολόγησης με πολλαπλά κόστη, όπως περιγράφηκε αναλυτικά στο Κεφάλαιο 2 έχει δυο φάσεις λειτουργίας: στην πρώτη υπολογίζει το σύνολο των υποψηφίων μη-κυριαρχημένων διαδρομών για ένα δεδομένο ζευγάρι κόμβων αφετηρίας-προορισμού και στη δεύτερη επιλέγει σαν βέλτιστο εκείνο που ελαχιστοποιεί μια συνάρτηση βελτιστοποίησης. Προαπαιτούμενη για τις δυο προαναφερόμενες φάσεις είναι η συλλογή της απαραίτητης για τον αλγόριθμο πληροφορίας αναφορικά με τις παραμέτρους κόστους των συνδέσμων και την δικτυακή τοπολογία. Στα προηγούμενα Κεφάλαια που εξέτασαν εφαρμογές του αλγορίθμου δρομολόγησης με πολλαπλά κόστη (βλ. και αντίστοιχες εργασίες [63, 44, 42]) αυτή η πτυχή της λειτουργίας του αλγορίθμου δεν έχει εξεταστεί. Η δρομολόγηση με πολλαπλά κόστη σε όλες αυτές τις δουλειές υλοποιήθηκε σε μια κεντρικοποιημένη μορφή υποθέτοντας πλήρη γνώση της κατάστασης των κόμβων και της τοπολογίας του δικτύου για κάθε κόμβο ανά πάσα στιγμή. Ένας άλλος παράγοντας που επίσης αγνοήθηκε μέχρι τώρα είναι και η κινητικότητα των κόμβων που όμως αποτελεί ένα πολύ κοινό χαρακτηριστικό των ασύρματων αδόμητων δικτύων.

Η δουλειά που παρουσιάζεται στο Κεφάλαιο αυτό είναι, από όσο γνωρίζουμε, η πρώτη που μελετά μια κατανεμημένη υλοποίηση της δρομολόγησης με πολλαπλά κόστη κάτω από ρεαλιστικές υποθέσεις. Συγκεκριμένα ενσωματώνουμε τη λογική των πολλαπλών κοστών σε έναν κλασικό αλγόριθμο δρομολόγησης για ασύρματα αδόμητα δίκτυα που λαμβάνει υπόψη του και την κινητικότητα των κόμβων, τον Dynamic Source Routing (DSR) [38]. Έτσι ο αλγόριθμος με πολλαπλά κόστη εκτελούμενος ανεξάρτητα σε κάθε κόμβο του δικτύου, στηρίζεται αποκλειστικά στους μηχανισμούς που ο DSR χρησιμοποιεί για την ανακάλυψη και συντήρηση των διαδρομών, προκειμένου να μάθει την πληροφορία για τις παραμέτρους κόστους που χρησιμοποιούνται.

Οι παράμετροι που χρησιμοποιούμε στην παρούσα υλοποίησή μας για κάθε σύνδεσμο του δικτύου είναι η τρέχουσα διαθέσιμη ενέργεια και η ισχύς μετάδοσης του κόμβου που μεταδίδει στον εκάστοτε σύνδεσμο. Με αυτές τις επιλογές παραμέτρων προκύπτει ένας ενεργο-αποδοτικός αλγόριθμος δρομολόγησης με πολλαπλά κόστη ο οποίος επιπρόσθετα λαμβάνει υπόψη του την κινητικότητα των κόμβων στο δίκτυο. Η έμφαση δίνεται στην αποδοτικότητα διαχείρισης της διαθέσιμης ενέργειας μιας και στα ασύρματα αδόμητα δίκτυα που αποτελούν το πεδίο ενδιαφέροντός μας η ενέργεια

αποτελεί έναν θεμελιώδη παράγοντα που επηρεάζει εγγενώς σε μεγάλο βαθμό τη λειτουργία τους.

Ο προτεινόμενος αλγόριθμος με πολλαπλά κόστη που βασίζουμε στον DSR, στον οποίο εφεξής θα αναφερόμαστε ως multicost-DSR, συγκρίνεται με τον πρωτότυπο DSR αλγόριθμο μέσω προσομοιώσεων. Τα αποτελέσματα δείχνουν ότι ο multicost-DSR αλγόριθμος βελτιώνει την απόδοση του δικτύου όχι μόνο μειώνοντας την συνολική κατανάλωση ενέργειας στο δίκτυο, αλλά ταυτόχρονα κατανέμοντας την πιο ομοιόμορφα σε αυτό. Έτσι επιμηκύνει το χρόνο ζωής του δικτύου και μειώνει την πιθανότητα απόρριψης των πακέτων. Επιπρόσθετα ο multicost-DSR αλγόριθμος χρησιμοποιώντας εκ περιτροπής μια σειρά από διαδρομές για κάθε ζευγάρι αφετηρίας-προορισμού μειώνει τη συμφόρηση στο δίκτυο και επιταχύνει τους χρόνους παράδοσης των πακέτων σε σχέση με τον πρωτότυπο DSR όπου συνεχώς σε κάθε περίπτωση χρησιμοποιείται η ίδια διαδρομή. Το περιεχόμενο του παρόντος Κεφαλαίου έγινε δεκτό για δημοσίευση [65].

Στη συνέχεια του Κεφαλαίου θα κάνουμε μια επισκόπηση της σχετικής βιβλιογραφίας, ενώ παρακάτω θα περιγράψουμε τα βασικά σημεία της υλοποίησής μας. Έπειτα αφού ασχοληθούμε με το στήσιμο των πειραμάτων, θα παρουσιάσουμε τα αποτελέσματα που προκύπτουν από αυτά και θα κλείσουμε με τα συμπεράσματα στα οποία καταλήξαμε.

6.2 Σχετική δουλειά

Αρκετές εργασίες έχουν ασχοληθεί με την τροποποίηση κλασικών αλγορίθμων δρομολόγησης για ασύρματα αδόμητα δίκτυα, όπως οι DSR και AODV, με σκοπό την επέκταση των δυνατοτήτων τους και την βελτίωση της απόδοσής τους. Στην [53] ένας μηχανισμός πρόβλεψης αποτυχίας ενός συνδέσμου εισάγεται στον DSR, ο οποίος χρησιμοποιεί πληροφορία από την ισχύ του σήματος, ούτως ώστε προκαταβολικά να γίνεται αναζήτηση εναλλακτικών διαδρομών. Οι συγγραφείς της [61] προτείνουν την επέκταση του DSR έτσι ώστε να έχει τη δυνατότητα αποθήκευσης περισσότερων της μιας διαδρομής για κάθε προορισμό, με ενθαρρυντικά αποτελέσματα σχετικά με την απόδοση και την κατανομή της κίνησης στο δίκτυο. Η [51] τροποποιεί τον DSR αλγόριθμο με σκοπό την αποδοτικότητά του στην διαχείριση της ενέργειας λαμβάνοντας υπόψη την τρέχουσα διαθέσιμη ενέργεια και την ισχύ μετάδοσης των κόμβων του δικτύου. Παρόλα αυτά οι παράμετροι αυτές συνδυάζονται σε μια μοναδική μετρική. Στην [88] μια άλλη τροποποιημένη εκδοχή του DSR αλγορίθμου παρουσιάζεται, στην οποία προτιμώνται κόμβοι με μεγαλύτερη διαθέσιμη ενέργεια όταν προωθείται ένα πακέτο. Τα αποτελέσματα δείχνουν ότι τόσο ο χρόνος ζωής του δικτύου όσο και το ποσοστό παράδοσης των πακέτων βελτιώνονται.

Όσο αναφορά στον AODV αλγόριθμο, στις [30, 50] έχουμε κάποιες τροποποιήσεις του έτσι ώστε να συμπεριλάβει ιδιότητες του DSR, με αποτέλεσμα βελτίωση στην απόδοσή του. Στην [78] ενσωματώνεται στον αλγόριθμο AODV ένας μηχανισμός που λαμβάνοντας υπόψη του τις θέσεις των κόμβων στο δίκτυο, προτείνει συντεταγμένες προς τις οποίες πρέπει να κινηθούν έτσι ώστε να βελτιωθεί η απόδοση του δικτύου.

Η εργασία [94] εντάσσει στα κριτήρια τα οποία χρησιμοποιεί ο αλγόριθμος AODV το μήκος της διαδρομής, την αξιοπιστία των κόμβων και την εισερχόμενη κίνηση. Όμως και σε αυτήν την περίπτωση παρόλο που περισσότερες της μιας παραμέτρους χρησιμοποιούνται για την επιλογή της διαδρομής, ο τρόπος που γίνεται αυτό διαφέρει από τον αλγόριθμο που εμείς προτείνουμε αφού όλες συνδυάζονται σε ένα μοναδιαίο κόστος. Μιλάμε δηλαδή και πάλι για δρομολόγηση με ένα μοναδικό κόστος. Βέβαια τα αποτελέσματα δείχνουν μια βελτίωση του AODV σε σχέση με την αρχική του έκδοση. Ίλλοι μηχανισμοί που έχουν ενταχθεί στον AODV είναι η έξυπνη αποθήκευση διαδρομών και η ισόρροπη κατανομή της κίνησης στο δίκτυο στην εργασία [35].

Όλες οι προαναφερόμενες εργασίες επικεντρώνουν σε συγκεκριμένες πτυχές της λειτουργίας των αλγορίθμων DSR και AODV και τις τροποποιούν κατάλληλα προκειμένου να βελτιώσουν την απόδοσή τους. Η παρούσα εργασία διαφέρει στο ότι χρησιμοποιεί τον DSR απλά σαν δομικό συστατικό ενός κατά τα άλλα νέου αλγορίθμου. Ο αλγόριθμος multicost-DSR που προτείνουμε κάνει χρήση των μηχανισμών ενημέρωσης του DSR αλλά πέρα από αυτό ακολουθεί έναν εντελώς ανεξάρτητο τρόπο λειτουργίας.

Η δρομολόγηση με πολλαπλά κόστη πρώτα παρουσιάστηκε στην εργασία [29] όπου και εφαρμόστηκε στην περίπτωση των ενσύρματων max-min δικτύων. Σε σχέση με την δρομολόγηση με πολλαπλούς περιορισμούς [87, 34], η δρομολόγηση με πολλαπλά κόστη είναι μια γενικότερη έκδοσή της όπου δεν υπάρχουν περιορισμοί. Στις [63, 44, 42] η δρομολόγηση με πολλαπλά κόστη εξετάστηκε για ασύρματα αδόμητα δίκτυα κάτω από διάφορα μοντέλα επικοινωνίας και με ποικίλες παραμέτρους κόστους και συναρτήσεις βελτιστοποίησης. Οι παράμετροι που λήφθηκαν υπόψη είναι η τρέχουσα διαθέσιμη ενέργεια στους κόμβους, η ισχύς μετάδοσής τους, το μήκος κάθε διαδρομής και η παρεμβολή που προκαλείται από τη χρήση καθεμιάς. Σε όλες τις περιπτώσεις η δρομολόγηση με πολλαπλά κόστη υπερείχε της κλασικής δρομολόγησης με βάση το ελάχιστο μήκος διαδρομής επιτυγχάνοντας καλύτερη κατανομή της κατανάλωσης ενέργειας στο δίκτυο, υψηλότερο ποσοστό παράδοσης πακέτων και μεγαλύτερο χρόνο ζωής του δικτύου. Παρόλα αυτά μια κοινή υπόθεση όλων των παραπάνω εργασιών είναι ότι οι κόμβοι του δικτύου είναι στατικοί και ότι ανά πάσα στιγμή έχουν πλήρη γνώση της τοπολογίας του δικτύου και της κατάστασης λειτουργίας των κόμβων του. Αντίθετα στο παρόν Κεφάλαιο παρουσιάζουμε μια πλήρως κατανεμημένη υλοποίηση της δρομολόγησης με πολλαπλά κόστη που λαμβάνει υπόψη της και την κινητικότητα των κόμβων.

6.3 Μοντέλο υλοποίησης

Γενικά η δρομολόγηση στα ασύρματα αδόμητα δίκτυα μπορεί να χωριστεί σε δυο διακριτές διεργασίες: τη συλλογή της απαραίτητης πληροφορίας και την επιλογή της διαδρομής. Η πρώτη αφορά την συγκέντρωση και την διάχυση στο δίκτυο της πληροφορίας που αφορά την τρέχουσα τοπολογία με βάση την οποία θα επιλεγεί η βέλτιστη αναφορικά με τα κριτήρια που ο εκάστοτε αλγόριθμος χρησιμοποιεί. Αυτό συμβαίνει γιατί σε αντίθεση με τα ενσύρματα δίκτυα στα οποία η τοπολογία είναι

δεδομένη από την αρχή και δεν αλλάζει, στα αδόμητα λόγω βασικά της κινητικότητας των κόμβων αυτό δεν ισχύει. Έτσι, πρέπει ο αλγόριθμος δρομολόγησης να είναι σε θέση να ενημερώνεται για τις αλλαγές που προκύπτουν έτσι ώστε να μπορεί να προχωρήσει σε λήψη αποφάσεων. Ο DSR αλγόριθμος [38] στον οποίο βασίζεται ο προτεινόμενος αλγόριθμος με πολλαπλά κόστη παρέχει έναν μηχανισμό Αίτησης Διαδρομής/ Απάντησης Διαδρομής (Route Request/ Route Reply) για την πρώτη διεργασία, ενώ για τη δεύτερη χρησιμοποιεί σαν κριτήριο το μήκος κάθε υποψήφιας διαδρομής.

Μέχρι τώρα η δρομολόγηση με πολλαπλά κόστη έχει μελετηθεί επικεντρώνοντας μόνο στο κομμάτι της λήψης της απόφασης δρομολόγησης [63, 44, 42]. Η δεύτερη συνιστώσα διεργασία της δρομολόγησης, η συλλογή και διάχυση της πληροφορίας για τη δικτυακή τοπολογία και την κατάσταση των κόμβων, έχει αγνοηθεί υποθέτοντας ανά πάσα στιγμή καθολική γνώση της απαραίτητης πληροφορίας από όλους τους κόμβους του δικτύου. Σαν αποτέλεσμα σε όλες τις προαναφερόμενες εργασίες η δρομολόγηση με πολλαπλά κόστη ασχολείται μόνο με τον υπολογισμό των υποψήφιων μη-κυριαρχημένων διαδρομών και την επιλογή από αυτές της βέλτιστης μέσω μιας συνάρτησης βελτιστοποίησης.

Στο παρόν Κεφάλαιο παρουσιάζουμε μια πλήρως κατανεμημένη έκδοση της δρομολόγησης με πολλαπλά κόστη για ασύρματα αδόμητα δίκτυα, που επιπλέον λαμβάνει υπόψη της και την κινητικότητα των κόμβων, ενσωματωμένη στον DSR αλγόριθμο. Ο αλγόριθμος multicost-DSR, όπως θα τον αποκαλούμε, αποτελείται από τρεις φάσεις: α) συλλογή και ανανέωση της πληροφορίας γύρω από τα διανύσματα κόστους των διαδρομών, β) υπολογισμός του συνόλου των μη-κυριαρχημένων διαδρομών για κάθε προορισμό, και γ) επιλογή της βέλτιστης διαδρομής εφαρμόζοντας μια συνάρτηση βελτιστοποίησης. Για τις ανάγκες της πρώτης φάσης ο multicost-DSR αλγόριθμος χρησιμοποιεί τους μηχανισμούς ανακάλυψης και συντήρησης διαδρομών του DSR αλγορίθμου. Βέβαια οι μηχανισμοί αυτοί τροποποιήθηκαν κατάλληλα έτσι ώστε να περιλάβουν τις παραμέτρους κόστους που λαμβάνονται υπόψη από τον multicost-DSR για κάθε σύνδεσμο, αλλά και να υποστηρίξουν πολλαπλές διαδρομές για κάθε προορισμό. Όσο αναφορά στις δυο τελευταίες φάσεις του multicost-DSR αλγορίθμου, αυτές καθώς αποτελούν λειτουργικότητες που δεν απαντώνται στον DSR αλγόριθμο, προστέθηκαν σε αυτόν προκειμένου να υλοποιηθεί ο multicost-DSR. Στις ακόλουθες παραγράφους περιγράφεται η υλοποίηση καθενός από τα δομικά στοιχεία του multicost-DSR. Είναι σημαντικό να τονίσουμε ότι οι τροποποιήσεις και οι προσθήκες που έγιναν στον DSR προκειμένου να υλοποιηθεί ο multicost-DSR αλγόριθμος δεν επιβαρύνουν τη λειτουργία είτε σε υπολογιστική πολυπλοκότητα είτε σε κατανάλωση ενέργειας.

6.3.1 Συλλογή πληροφορίας

Οι μηχανισμοί ανακάλυψης και συντήρησης διαδρομών του DSR αλγορίθμου επεκτάθηκαν έτσι ώστε να συμπεριλάβουν τις παραμέτρους κόστους που χρησιμοποιεί ο multicost-DSR αλγόριθμος αλλά να υποστηρίξουν την ιδιότητά του να αποθηκεύει πολλαπλές διαδρομές για κάθε προορισμό.

Στον αρχικό DSR αλγόριθμο όταν ένας κόμβος λαμβάνει ένα πακέτο Αίτησης Διαδρομής (Route Request-RREQ) με τελικό προορισμό άλλον κόμβο, απλά προσθέτει το αναγνωριστικό του (ID) στον πίνακα κόμβων της υπό-κατασκευή διαδρομής και έπειτα εκπέμπει (broadcast) το πακέτο στους γείτονές του. Αυτή η προώθηση του πακέτου μέσα στο δίκτυο συνεχίζεται μέχρι να φτάσει στον τελικό προορισμό του ή σε κάποιον που γνωρίζει μια διαδρομή μέχρι αυτόν. Τότε ένα πακέτο Απάντησης Διαδρομής (Route Reply-RREP) στέλνεται πίσω στον κόμβο-αφετηρία, ο οποίος και αποθηκεύει την διαδρομή που μόλις έμαθε στην τοπική του μνήμη διαδρομών (route cache). Για κάθε πακέτο Αίτησης Διαδρομής επιστρέφονται αρκετά πακέτα Απάντησης Διαδρομής αντιστοιχώντας το καθένα πιθανώς και σε διαφορετική διαδρομή. Όταν καταφθάσει πληροφορία για μια άλλη διαδρομή προς τον ίδιο προορισμό, οι δυο τους συγκρίνονται και τελικά διατηρείται στη μνήμη η διαδρομή με το μικρότερο μήκος.

Σχήμα 6.1: Αναπαριστά τον μηχανισμό ανακάλυψης διαδρομής του multicost-DSR αλγορίθμου για τις διαδρομές $1 \rightarrow 2 \rightarrow 4 \rightarrow 5$ και $1 \rightarrow 6 \rightarrow 7 \rightarrow 5$. Τα διανύσματα με τις παραμέτρους κόστους των συνδέσμων είναι στη μορφή (R_i, T_i) , όπου i είναι ο σύνδεσμος, R_i η τρέχουσα διαθέσιμη ενέργεια του κόμβου που μεταδίδει και T_i η ισχύς μετάδοσης του ίδιου κόμβου. Ο πίνακας κόμβων κάθε διαδρομής επεκτείνεται έτσι ώστε σε κάθε θέση να αποθηκεύεται εκτός από το αναγνωριστικό του εκάστοτε κόμβου και το διάνυσμα κόστους του αντίστοιχου συνδέσμου. Όταν ολοκληρωθεί η διαδικασία κατασκευής της διαδρομής, το διάνυσμα κόστους για τη διαδρομή προκύπτει από τα διανύσματα των συνδέσμων που την αποτελούν συνδυάζοντάς τα παράμετρο προς παράμετρο μέσω συσχετιστικών τελεστών για την καθεμία. Στο παράδειγμά μας η τρέχουσα διαθέσιμη ενέργεια της διαδρομής ισούται με την ελάχιστη τιμή της πάνω σε αυτήν ενώ η ισχύς μετάδοσης για όλη τη διαδρομή ορίζεται σαν το άθροισμα των τιμών της στους κόμβους που την απαρτίζουν.

Στον multicost-DSR αλγόριθμο η πληροφορία που αποθηκεύεται για κάθε

διαδρομή περιλαμβάνει όχι μόνο τα αναγνωριστικά των κόμβων που ανήκουν στη διαδρομή, αλλά και τις παραμέτρους κόστους που τους χαρακτηρίζουν. Έτσι, κάθε κόμβος που προσθέτει τον εαυτό του στον πίνακα κόμβων μιας υπό-κατασκευή διαδρομής, εισάγει και το διάνυσμα με τις παραμέτρους κόστους που σχετίζονται με τον ίδιο. Με τον τρόπο αυτό όταν ολοκληρωθεί η διαδικασία ανακάλυψης μιας διαδρομής όλη η απαραίτητη πληροφορία για τον multicost-DSR αλγόριθμο που την αφορά θα έχει συλλεχθεί, οπότε τα επόμενα στάδια της λειτουργίας του μπορούν να ακολουθήσουν. Συνδυάζοντας παράμετρο προς παράμετρο τα διανύσματα κόστους των συνδέσμων που απαρτίζουν κάθε διαδρομή, προκύπτει το διάνυσμα κόστους της καθεμίας. Στο τέλος, εφαρμόζοντας μια συνάρτηση βελτιστοποίησης επιλέγεται η διαδρομή με το ελάχιστο κόστος. Το Σχήμα 6.1 συνοψίζει τα παραπάνω.

Όταν σε έναν κόμβο φθάσει η πληροφορία για μια άλλη διαδρομή προς έναν προορισμό για τον οποίο ήδη υπάρχει διαδρομή στην τοπική μνήμη, η σχέση κυριαρχίας ανάμεσά τους εξετάζεται. Αν καμία από τις δυο δεν κυριαρχείται από την άλλη και οι δυο αποθηκεύονται. Αν όμως κάποια αποδειχθεί ότι κυριαρχείται, τότε απορρίπτεται και απομένει στη μνήμη μόνο η μη-κυριαρχημένη. Έτσι εξασφαλίζεται ότι ανά πάσα στιγμή κάθε κόμβος έχει αποθηκευμένες μόνο μη-κυριαρχημένες διαδρομές για κάθε προορισμό. Σε αυτές κάθε φορά εφαρμόζει τη συνάρτηση βελτιστοποίησης έτσι ώστε να επιλέξει τη βέλτιστη.

Στην παρούσα εργασία ο multicost-DSR χρησιμοποιεί σαν παραμέτρους κόστους την τρέχουσα διαθέσιμη ενέργεια και την ισχύ μετάδοσης του μεταδίδοντα κόμβου σε κάθε σύνδεσμο. Η πρώτη λαμβάνεται υπόψη σαν περιοριστική παράμετρος, δηλαδή η τρέχουσα διαθέσιμη ενέργεια για όλη τη διαδρομή είναι η ελάχιστη τιμή της πάνω σε αυτήν, ενώ η δεύτερη σαν αθροιστική, δηλαδή η συνολική ισχύς μετάδοσης για όλη τη διαδρομή είναι το άθροισμα των τιμών της στους μεταδίδοντες κόμβους της.

6.3.2 Ενημέρωση πληροφορίας

Όπως περιγράψαμε προηγουμένως ο multicost-DSR αλγόριθμος στηρίζεται στους μηχανισμούς ανακάλυψης και συντήρησης διαδρομών του DSR για να συλλέξει την πληροφορία που χρειάζεται γύρω από την δικτυακή τοπολογία και την κατάσταση των κόμβων. Ο DSR όμως είναι ένας αλγόριθμος δρομολόγησης για ασύρματα αδόμητα δίκτυο που ακολουθεί την κατ' απαίτηση φιλοσοφία λειτουργίας. Με άλλα λόγια όταν ένας κόμβος ανακαλύψει μια διαδρομή για έναν προορισμό την αποθηκεύει στην τοπική του μνήμη και τη χρησιμοποιεί μέχρι να ειδοποιηθεί ότι δεν είναι έγκυρη. Μέχρι τότε καμία διαδικασία ανακάλυψης νέας διαδρομής προς τον συγκεκριμένο προορισμό δεν εκτελείται. Όπως είναι προφανές αυτή η κατ' απαίτηση φύση του DSR δεν ωφελεί τον multicost-DSR αλγόριθμο, αφού οι μηχανισμοί στους οποίους στηρίζεται αποκλειστικά για την ανακάλυψη και ενημέρωση της πληροφορίας που χρειάζεται δεν παρέχουν καμία εγγύηση για τη συχνότητα εκτέλεσής τους.

Η εγκυρότητα της πληροφορίας σχετικά με τις διαδρομές είναι απαραίτητη για την αποδοτική λειτουργία του multicost-DSR αλγόριθμου. Εκτός από το ότι κάποιες διαδρομές που είναι αποθηκευμένες στις τοπικές μνήμες των κόμβων μπορεί να μην ισχύουν, ο αλγόριθμος μπορεί να οδηγείται σε λανθασμένη λειτουργία και από το

γεγονός ότι η πληροφορία για παραμέτρους των οποίων οι τιμές αλλάζουν με το χρόνο χάνει την ακρίβειά της όσο δεν ανανεώνεται. Στην παρούσα δουλειά μια τέτοια παράμετρος είναι η τρέχουσα διαθέσιμη ενέργεια. Έτσι λοιπόν, ακόμα κι αν οι διαδρομές στις τοπικές μνήμες παραμένουν έγκυρες, αν η πληροφορία που αναφέρεται στην ενέργεια των κόμβων τους δεν είναι ανανεωμένη στα τρέχοντα δεδομένα του δικτύου, ο multicost-DSR αλγόριθμος δεν μπορεί να είναι αποτελεσματικός στο να επιλέγει σε κάθε χρονική στιγμή την πιο ενεργο-αποδοτική διαδρομή.

Με σκοπό τη βελτίωση της εγκυρότητας της πληροφορίας που είναι αποθηκευμένη για κάθε διαδρομή, όποτε ένας κόμβος ανακαλύπτει ή μαθαίνει για μια διαδρομή που χρησιμοποιείται ανανεώνει την πληροφορία για τους κόμβους της διαδρομής αυτής που έχει αποθηκευμένη σε άλλες διαδρομές της τοπικής του μνήμης. Έτσι ανά πάσα στιγμή η πληροφορία για κάθε κόμβο σε όλες τις διαδρομές που αυτός συμμετέχει και είναι αποθηκευμένες είναι ανανεωμένη σύμφωνα με την πιο πρόσφατη γνώση σχετικά με αυτόν. Επιπρόσθετα όταν επιλέγεται η διαδρομή που πρόκειται να χρησιμοποιηθεί προϋπολογίζεται, με βάση την ισχύ μετάδοσης των κόμβων που πρόκειται να μεταδώσουν, η ενέργεια που θα καταναλωθεί στους κόμβους της και έτσι ανανεώνεται προκαταβολικά η διαθέσιμη ενέργεια που θα έχουν μετά την ολοκλήρωση της μετάδοσης.

6.3.3 Σχέση κυριαρχίας

Ένα πολύ σημαντικό στοιχείο της λειτουργίας της δρομολόγησης με πολλαπλά κόστη είναι ότι για κάθε ζευγάρι αφετηρίας-προορισμού μόνο οι μη-κυριαρχημένες διαδρομές συμμετέχουν στο τελικό στάδιο της επιλογής της βέλτιστης. Μια διαδρομή P_1 λέμε ότι κυριαρχεί σε μια διαδρομή P_2 , όταν η P_1 υπερέχει της P_2 αναφορικά με όλες τις παραμέτρους κόστους που χρησιμοποιούνται. Για παράδειγμα, στην περίπτωση της δρομολόγησης με πολλαπλά κόστη που εξετάζουμε στο παρόν Κεφάλαιο, ας υποθέσουμε δυο διαδρομές $P_1(r_1, tx_1)$ και $P_2(r_2, tx_2)$ ανάμεσα σε δυο κόμβους με r_i την ελάχιστη τρέχουσα διαθέσιμη ενέργεια στους κόμβους της P_i , tx_i το άθροισμα της ισχύος μετάδοσης των κόμβων της P_i και $i \in 1, 2$. Η διαδρομή P_1 κυριαρχεί επί της διαδρομής P_2 αν $r_1 > r_2$ και $tx_1 < tx_2$.

Ο αρχικός DSR αλγόριθμος, εκτελούμενος σε κάθε κόμβο, αποθηκεύει για κάθε προορισμό μια διαδρομή, αυτήν με το ελάχιστο μήκος. Στον multicost-DSR πολλαπλές διαδρομές αποθηκεύονται για κάθε προορισμό. Όταν ένας κόμβος ξεκινήσει μια διαδικασία ανακάλυψης διαδρομής για έναν κόμβο συνήθως λαμβάνει πολλές απαντήσεις αφού τα πακέτα Αίτησης Διαδρομής εκπέμπονται σε όλο το δίκτυο. Έτσι πακέτα Απάντησης Διαδρομής επιστρέφουν στον κόμβο-αφετηρία περιέχοντας διάφορες διαδρομές για τον συγκεκριμένο προορισμό. Επίσης ακόμα κι όταν έχει ολοκληρωθεί αυτή η διαδικασία ανακάλυψης διαδρομής(-ών) προς έναν προορισμό, ένας κόμβος μπορεί να μάθει για μια διαδρομή προς έναν τέτοιο προορισμό που χρησιμοποιείται από κάποιον άλλον κόμβο. Γενικά λοιπόν, όταν ένας κόμβος λάβει πληροφορία σχετικά με μια διαδρομή προς έναν προορισμό για τον οποίο έχει ήδη διαδρομές στην τοπική του μνήμη, ελέγχει αν η διαδρομή αυτή κυριαρχεί ή κυριαρχείται σε ή από κάποια αποθηκευμένη διαδρομή αντίστοιχα. Αν η νέα διαδρομή

κυριαρχείται από κάποια αποθηκευμένη, τότε απορρίπτεται. Μόνο αν δεν κυριαρχείται τότε αποθηκεύεται στην τοπική μνήμη του κόμβου. Αν επιπλέον κυριαρχεί επί κάποιων ήδη αποθηκευμένων διαδρομών στην τοπική μνήμη, τότε οι διαδρομές αυτές απορρίπτονται. Έτσι ανά πάσα στιγμή κάθε κόμβος έχει αποθηκευμένες μόνο τις μη-κυριαρχημένες διαδρομές για κάθε προορισμό.

6.3.4 Επιλογή βέλτιστου μονοπατιού

Το τελικό στάδιο της λειτουργίας του multicost-DSR αλγορίθμου που είναι η επιλογή της βέλτιστης διαδρομής, εκτελείται όταν ένας κόμβος επιθυμεί να αποστείλει ένα πακέτο προς έναν προορισμό. Τότε ο αλγόριθμος εφαρμόζει μια συνάρτηση βελτιστοποίησης στα διανύσματα κόστους των μη-κυριαρχημένων διαδρομών με βάση την οποία προκύπτει το κόστος κάθε διαδρομής. Η διαδρομή με το ελάχιστο κόστος επιλέγεται ως η βέλτιστη προς χρήση.

Στον κατανεμημένο αλγόριθμο δρομολόγησης με πολλαπλά κόστη που προτείνουμε η συνάρτηση που χρησιμοποιείται είναι η

$$f(T, R) = \frac{\sum_{i \in P} T_i}{\min_{i \in P} R_i},$$

όπου P είναι η διαδρομή, το i διατρέχει όλους τους κόμβους της, T_i είναι η ισχύς μετάδοσης του κόμβου i και R_i η τρέχουσα διαθέσιμη ενέργεια του κόμβου i .

6.4 Πειραματικό Μοντέλο

Για την πειραματική αξιολόγηση της απόδοσης του multicost-DSR αλγορίθμου χρησιμοποιήσαμε τον Network Simulator (NS) [62]. Ο αλγόριθμος multicost-DSR υλοποιήθηκε βασιζόμενος στην έκδοση του DSR που διαθέτει ο NS, η οποία και τροποποιήθηκε όπως περιγράφεται στην προηγούμενη ενότητα. Στα πειράματα συγκρίναμε τον multicost-DSR με αυτήν την πρωτότυπη έκδοση του DSR στην οποία θα αναφερόμαστε ως αρχικό DSR αλγόριθμο. Το δίκτυο που χρησιμοποιήσαμε αποτελείται από 49 κόμβους, αρχικά τοποθετημένους σε μια τοπολογία πλέγματος 7×7 με 100μ. απόσταση ανάμεσα στους γειτονικούς κόμβους. Στη συνέχεια οι κόμβοι και καθ' όλη τη διάρκεια των πειραμάτων κινούνται σύμφωνα με το μοντέλο Τυχαίας Κατεύθυνσης (Random Waypoint model) [38]. Σύμφωνα με αυτό κάθε κόμβος διαλέγει ομοιόμορφα ένα σημείο προορισμού και κινείται προς αυτό με μια ταχύτητα που του έχει ανατεθεί από την αρχή. Όταν φθάσει εκεί περιμένει για ένα συγκεκριμένο πάλι χρονικό διάστημα ίδιο κάθε φορά και στη συνέχεια ακολουθεί εκ νέου την ίδια διαδικασία. Στα πειράματά μας η ταχύτητα που ανατίθεται στους κόμβους είναι ομοιόμορφα κατανεμημένη ανάμεσα στο 1 μέτρο/δευτερόλεπτο και μια μέγιστη τιμή που κυμαίνεται από 2 μέχρι 12 μέτρα/δευτερόλεπτο με βήμα 2 μέτρα/δευτερόλεπτο. Το διάστημα παύσης τέθηκε σταθερό για όλους και ίσο με 1 δευτερόλεπτο.

Η αρχική ενέργεια όλων των κόμβων είναι ίδια και ίση με 10 Joules, 50 Joules ή 500 Joules. Η ακτίνα μετάδοσης των κόμβων είναι ομοιόμορφα κατανεμημένη από

50μ. μέχρι 250μ. Ανάλογη με την ισχύ μετάδοσης που είναι άμεσα συσχετισμένη με την ακτίνα μετάδοσης, είναι η ενέργεια που καταναλώνεται για μια μετάδοση και προκύπτει από το γινόμενο της ισχύος μετάδοσης και της διάρκειάς της. Όσο αναφορά στην ενέργεια που δαπανάται από τους κόμβους κατά τη λήψη ενός πακέτου, αυτή έχει υποθεθεί ότι είναι σταθερή ενώ δεν έχει ληφθεί υπόψη κατανάλωση ενέργειας για οποιαδήποτε άλλη ενέργεια των κόμβων. Οι δυο αλγόριθμοι, ο multicost-DSR και ο αρχικός DSR, αξιολογήθηκαν με αυξανόμενο αριθμό συνόδων (sessions). Συγκεκριμένα ο αριθμός των συνόδων στο δίκτυο είναι από 20 έως 100 με βήμα 20. Κάθε σύνοδος που δημιουργείται σε έναν κόμβο δημιουργεί 50 πακέτα των 1024 bytes το καθένα, με διάστημα 1 δευτερόλεπτο να μεσολαβεί μεταξύ τους. Τόσο οι αφετηρία όσο και ο προορισμός κάθε συνόδου επιλέγεται πάλι μέσω ομοιόμορφης κατανομής. Ο Πίνακας 6.1 συνοψίζει όλες τις παραμέτρους των πειραμάτων. Κάθε πειραματική τιμή αποτελεί το μέσο όρο 10 εκτελέσεων για κάθε πείραμα.

6.5 Αποτελέσματα

Οι μετρικές ενδιαφέροντος στα πειράματά μας είναι το μέσο μήκος των μονοπατιών που χρησιμοποιούνται, η μέση υπολειπόμενη ενέργεια στους κόμβους του δικτύου στο τέλος του πειράματος και η διασπορά της, η πιθανότητα απόρριψης ενός πακέτου και η μέση καθυστέρηση παράδοσής του. Οι αλγόριθμοι multicost-DSR και ο αρχικός DSR αξιολογούνται για διαφορετικά επίπεδα εισερχόμενης κίνησης στο δίκτυο (αριθμός συνόδων) και κινητικότητας των κόμβων (μέγιστη ταχύτητα κόμβων).

Στο Σχήμα 6.2 φαίνεται η μέση υπολειπόμενη ενέργεια στους κόμβους του δικτύου στο τέλος του πειράματος για αρχική ενέργεια ίση με 50 και 500 Joules. Ο multicost-DSR αλγόριθμος επιτυγχάνει καλύτερα αποτελέσματα από τον αρχικό DSR αλγόριθμο, μιας και επιλέγει ενεργο-αποδοτικές διαδρομές. Το μήκος της διαδρομής που είναι το μοναδικό κριτήριο που χρησιμοποιεί ο αρχικός DSR για την επιλογή των διαδρομών, έστω και έμμεσα λαμβάνει μέρος και στον multicost-DSR αλγόριθμο, δεδομένου ότι η ισχύς μετάδοσης λαμβάνεται υπόψη σαν αθροιστική παράμετρος κόστους. Όμως σε συνδυασμό και με την άλλη παράμετρο, την τρέχουσα

Περιγραφή παραμέτρου	Τιμή
Αριθμός κόμβων	49
Ακτίνα μετάδοσης κόμβων	50μ-250μ (ομοιόμορφα)
Αρχική ενέργεια κόμβων	10/50/500 Joules
Μέγιστη ταχύτητα κόμβων	2-12 μέτρα/δευτερόλεπτο (βήμα 2)
Περίοδος παύσης κόμβων	1 δευτερόλεπτο
Πλήθος συνόδων	20-100 (με βήμα 20)
Πλήθος πακέτων ανά σύνοδο	50
Μέγεθος πακέτου	1024 bytes
Διάστημα μεταξύ δυο πακέτων	1 δευτερόλεπτο

Πίνακας 6.1: Λίστα των παραμέτρων των πειραμάτων

(a)

(b)

Σχήμα 6.2: Απεικονίζει τη μέση υπολειπόμενη ενέργεια στους κόμβους του δικτύου για τον multicast-DSR αλγόριθμο και τον αρχικό DSR αλγόριθμο, με 20 συνόδους στο δίκτυο και για αρχική ενέργεια στους κόμβους ίση με (α) 50 Joules, και (β) 500 Joules.

διαθέσιμη ενέργεια των κόμβων της διαδρομής, οδηγεί τον αλγόριθμο στην επιλογή της πιο αποδοτικής ως προς τη διαχείριση της ενέργειας διαδρομής, κάτι που στην περίπτωση του αρχικού DSR αλγόριθμου εν ισχύει. Για παράδειγμα αν υπάρχουν δυο υποψήφιες διαδρομές προς έναν προορισμό, ο αρχικός DSR αλγόριθμος θα διαλέξει τυχαία μια από τις δυο, ενώ ο multicost-DSR αλγόριθμος θα επιλέξει την πιο αποδοτική αναφορικά με τις δυο ενεργειακά σχετιζόμενες παραμέτρους κόστους. Εν τω μεταξύ αυτό που κάνει την υπεροχή του multicost-DSR αλγορίθμου στην υπολειπόμενη ενέργεια έναντι του αρχικού DSR πιο αξιοσημείωτη είναι ότι ο πρώτος όπως θα δείξουμε παρακάτω (Σχήμα 6.4) καταφέρνει επιπλέον να παραδώσει επιτυχώς περισσότερα πακέτα.

Επίσης είναι σημαντικό να σημειώσουμε την επίδραση της κινητικότητας των κόμβων στην απόδοση του multicost-DSR αλγορίθμου. Καθώς ο DSR αλγόριθμος εκτελεί μια διαδικασία ανακάλυψης διαδρομής μόνο κατ' απαίτηση, οι μηχανισμοί στους οποίους στηρίζεται ο multicost-DSR αλγόριθμος για την εύρεση και ανανέωση της πληροφορίας για τη δικτυακή τοπολογία και την κατάσταση των κόμβων εκτελούνται μόνο όταν σε ένα κόμβο δημιουργηθεί πακέτο προς έναν προορισμό για τον οποίο δεν υπάρχουν διαδρομές ή όταν οι διαδρομές που χρησιμοποιούνταν παύσουν να είναι έγκυρες. Η κινητικότητα των κόμβων είναι ανάλογη του ρυθμού με τον οποίο καταργούνται οι υπάρχουσες διαδρομές, επομένως η αύξησή της βελτιώνει την ακρίβεια της πληροφορίας που βρίσκεται αποθηκευμένη στην τοπική μνήμη κάθε κόμβου σε σχέση τόσο με την ύπαρξη ή όχι των διαδρομών, όσο και με τις παραμέτρους των οποίων οι τιμές αλλάζουν με το χρόνο. Για αυτό το λόγο όπως δείχνει και το Σχήμα 6.2 η διαφορά του multicost-DSR μεγαλώνει όσο αυξάνεται η κινητικότητα των κόμβων.

Βέβαια στην περίπτωση της περιορισμένης αρχικής ενέργειας των 50 Joules, όταν η κινητικότητα αυξηθεί πέρα από ένα συγκεκριμένο όριο οι διαφορές των δυο αλγορίθμων αμβλύνονται και αρχίζουν να εμφανίζουν παρόμοια αποτελέσματα, αφού μεγάλος αριθμός κόμβων εξαντλεί τα αποθέματα ενέργειάς του και έτσι οι επιλογές των δυο αλγορίθμων περιορίζονται. Πάντως ακόμα και τότε ο multicost-DSR υπερέχει διατηρώντας καλύτερη συμπεριφορά για όλο το φάσμα μέγιστων ταχυτήτων και μόνο στην περίπτωση των 12 μέτρων/δευτερόλεπτο πέφτει στο επίπεδο του αρχικού DSR. Αντίθετα όταν η διαθέσιμη ενέργεια στους κόμβους είναι αρκετή ώστε να μην έχουμε φαινόμενα εξάντλησής της από κόμβους, ο multicost-DSR διατηρεί την διαφορά του από τον αρχικό DSR μέχρι το τέλος. Γενικά πάντως, το ότι όσο μεγαλώνει η κινητικότητα τόσο αυξάνεται και η κατανάλωση ενέργειας στο δίκτυο, οφείλεται στο ότι ανταλλάσσονται περισσότερα πακέτα ελέγχου επαναπροσδιορισμού των διαδρομών που όλο και συχνότερα αλλάζουν. Έτσι έχουμε και περισσότερες συγκρούσεις άρα και επαναμεταδόσεις πακέτων, επομένως σαν αποτέλεσμα η συνολική κατανάλωση ενέργειας στο δίκτυο αυξάνει.

Το Σχήμα 6.3 παρουσιάζει τα αποτελέσματα σχετικά με την διασπορά της υπολειπόμενης ενέργειας στους κόμβους του δικτύου στο τέλος του πειράματος. Ανεξάρτητα από το ύψος της αρχικής ενέργειας ή το επίπεδο της κινητικότητας ο multicost-DSR αλγόριθμος εμφανίζει χαμηλότερη διασπορά από τον αρχικό DSR αλγόριθμο. Η διαφορά μεταξύ των δυο αλγορίθμων είναι εμφανής πάντα, εκτός

(a)

(b)

Σχήμα 6.3: Απεικονίζει την διασπορά της υπολειπόμενης ενέργειας στους κόμβους του δικτύου για τον multicast-DSR αλγόριθμο και τον αρχικό DSR αλγόριθμο, με 20 συνόδους στο δίκτυο και για αρχική ενέργεια στους κόμβους ίση με (α) 50 Joules, και (β) 500 Joules.

από τα σενάρια πολύ υψηλής ή χαμηλής κινητικότητας όπου η συμπεριφορά των δυο αλγορίθμων είναι παρόμοια. Η εξήγηση για αυτό είναι ότι στην περίπτωση της υψηλής κινητικότητας μεγάλος αριθμός κόμβων εξαντλεί τα αποθέματα ενέργειάς του κι έτσι οι επιλογές των αλγορίθμων περιορίζονται ραγδαία, ενώ στην περίπτωση της χαμηλής κινητικότητας η ανανέωση της αποθηκευμένης πληροφορίας γίνεται σε τόσο αραιά διαστήματα που ο multicost-DSR γίνεται στατικός και χάνει την αποτελεσματικότητά του. Αντίθετα στα μεσαία επίπεδα κινητικότητας ο multicost-DSR επωφελείται και καταφέρνοντας να έχει μια πιο ακριβή εικόνα του δικτύου, μέσω της συχνότερης ανανέωσης της πληροφορίας που χρησιμοποιεί την οποία συνεπάγονται οι συχνότερες αλλαγές που επιφέρει η κινητικότητα αυτή, επιτυγχάνει πιο ομοιόμορφη κατανομή της κατανάλωσης της ενέργειας ή με άλλα λόγια μικρότερη διασπορά στην υπολειπόμενη ενέργεια των κόμβων. Ο τρόπος που το πετυχαίνει αυτό είναι με τη εκ περιτροπής χρήση ενός συνόλου από διαδρομές για κάθε προορισμό αντί για μόνο μια, εκείνη με το ελάχιστο μήκος, που χρησιμοποιεί ο αρχικός DSR. Το σύνολο από τις διαδρομές αυτές είναι μη-κυριαρχημένες μεταξύ τους, δηλαδή καμία δεν υπερέχει έναντι άλλης αναφορικά με όλες τις παραμέτρους κόστους. Έτσι καθώς ανάμεσα στις παραμέτρους που χρησιμοποιούνται βρίσκονται και κάποιες των οποίων οι τιμές αλλάζουν με το χρόνο, το ποια είναι βέλτιστη σε κάθε χρονική στιγμή αλλάζει. Έτσι η κίνηση κατανέμεται ομοιόμορφα στο δίκτυο και αποφεύγονται φαινόμενα υπερβολικής χρήσης κάποιων διαδρομών και κόμβων σε σχέση με άλλους. Αντίθετα στον αρχικό DSR η διαδρομή που ανακαλύπτεται στην αρχή και έχει το ελάχιστο μήκος συνεχίζει να χρησιμοποιείται αποκλειστικά μέχρις ότου πάψει να είναι έγκυρη. Σαν αποτέλεσμα ο multicost-DSR όπως θα δούμε και στη συνέχεια επιτυγχάνει την επιμήκυνση του χρόνου ζωής του δικτύου και την επαύξηση της ικανότητάς του για εξυπηρέτηση της εισερχόμενης κίνησης σε σχέση με τον αρχικό DSR.

Στο Σχήμα 6.4 δείχνουμε τα αποτελέσματα σχετικά με την πιθανότητα απόρριψης των πακέτων. Ένα πακέτο απορρίπτεται είτε όταν βρίσκεται ή κατευθύνεται σε έναν κόμβο του οποίου εξαντλείται η ενέργεια, είτε όταν ο αριθμός των επαναμεταδόσεων του φθάσει το μέγιστο όριο. Όπως φαίνεται στον εν λόγω Σχήμα και οι δυο αλγόριθμοι αποδίδουν καλύτερα όταν η αρχική ενέργεια αυξάνεται αφού αυτό προφανώς επιτρέπει σε περισσότερα πακέτα να παραδοθούν επιτυχώς στους προορισμούς τους. Αντίστοιχα όσο αυξάνεται η κινητικότητα των κόμβων τόσο αυξάνεται και η πιθανότητα απόρριψης των πακέτων καθώς η κατανάλωση ενέργειας όπως είδαμε επίσης μεγαλώνει. Πέρα από αυτό το κάπως γενικό συμπέρασμα, ο multicost-DSR επιτυγχάνει μικρότερη πιθανότητα απόρριψης πακέτων από τον αρχικό DSR, κάτι που σημαίνει ότι περισσότερα πακέτα παραδίδονται στους προορισμούς τους. Αυτό επιβεβαιώνει την συζήτηση που έγινε παραπάνω γύρω από τα αποτελέσματα σχετικά με τη μέση υπολειπόμενη ενέργεια και τη διασπορά της (Σχήματα 6.2 και 6.3 αντίστοιχα). Η κατανάλωση της ενέργειας με τον multicost-DSR είναι χαμηλότερη συνολικά στο δίκτυο, ενώ παράλληλα και η κατανομή της πιο ομοιόμορφη κάτι που επιτρέπει σε περισσότερα πακέτα να παραδίδονται στους κόμβους που προορίζονται.

Η διαφορά μεταξύ των δυο αλγορίθμων και σε αυτήν την περίπτωση είναι πιο προφανής για τα μεσαία επίπεδα κινητικότητας, αφού όπως είδαμε και νωρίτερα είτε

(a)

(b)

Σχήμα 6.4: Απεικονίζει την πιθανότητα απόρριψης ενός πακέτου για τον multicast-DSR αλγόριθμο και τον αρχικό DSR αλγόριθμο, με 20 συνόδους στο δίκτυο και για αρχική ενέργεια στους κόμβους ίση με (α) 10 Joules, και (β) 500 Joules.

στα πολύ χαμηλά είτε στα πολύ υψηλά οι διαφορές αμβλύνονται για τους λόγους που αναλύσαμε. Παρόλα αυτά ακόμα και σε αυτές τις περιπτώσεις ο multicost-DSR υπερέρχει του αρχικού DSR αλγόριθμου.

Προχωρώντας στο μέσο μήκος των διαδρομών που επιλέγουν προς χρήση οι δυο αλγόριθμοι, στο Σχήμα 6.5 φαίνεται ξεκάθαρα ότι ο αρχικός DSR αλγόριθμος χρησιμοποιεί συντομότερες διαδρομές από τον multicost-DSR. Κάτι τέτοιο βέβαια είναι απόλυτα αναμενόμενο δεδομένου ότι ο αρχικός DSR έχει σαν μοναδικό κριτήριο του το μήκος της διαδρομής. Από την άλλη μεριά, ο multicost-DSR αλγόριθμος επιλέγει τη βέλτιστη διαδρομή προς κάθε προορισμό με βάση το διάνυσμα κόστους της καθεμιάς, το οποίο αποτελείται από το άθροισμα της ισχύος μετάδοσης και την ελάχιστη τρέχουσα διαθέσιμη ενέργεια των κόμβων της διαδρομής. Με άλλα λόγια η έμφαση του multicost-DSR αλγόριθμου δίνεται στην αποδοτικότητα της διαδρομής ως προς την ενέργεια, ενώ το μήκος της διαδρομής μόνο έμμεσα λαμβάνεται υπόψη μέσω της ισχύος μετάδοσης που χρησιμοποιείται σαν αθροιστική παράμετρος. Επίσης ένα άλλο ενδιαφέρον σημείο στις εν λόγω γραφικές παραστάσεις είναι ότι όταν η μέγιστη ταχύτητα των κόμβων αυξάνεται πάνω από 10 μέτρα/δευτερόλεπτο, το μέσο μήκος των διαδρομών και για τους δυο αλγόριθμους μειώνεται. Αυτό οφείλεται στο ότι όσο αυξάνει η κινητικότητα, τόσο πιθανότερο είναι μια διαδρομή σε χρήση να αλλάξει. Μάλιστα όσο μεγαλύτερο είναι το μήκος μιας διαδρομής τόσο μεγαλύτερη είναι αυτή η πιθανότητα. Επομένως σε αυτά τα επίπεδα κινητικότητας τα πακέτα που καταφέρνουν να παραδοθούν ακολουθούν διαδρομές με μικρότερο μήκος, κάτι όμως που επηρεάζει και τους δυο αλγόριθμους το ίδιο.

Στο Σχήμα 6.6 φαίνονται τα αποτελέσματα για τη μέση καθυστέρηση παράδοσης των πακέτων. Ορίζουμε την καθυστέρηση παράδοσης ενός πακέτου σαν το χρονικό διάστημα που μεσολαβεί από την εκκίνησή του από τον κόμβο-αφετηρία του μέχρι τη στιγμή που φτάνει στον προορισμό του. Είναι σημαντικό να σημειωθεί ότι μόνο τα πακέτα που τελικά παραδίδονται στον προορισμό τους λαμβάνονται υπόψη στον υπολογισμό της μέσης καθυστέρησης. Σε όλες τις περιπτώσεις ο εμφανίζει μικρότερη καθυστέρηση από τον αρχικό DSR. Όσο αυξάνεται η κινητικότητα η καθυστέρηση παράδοσης και για τους δυο αλγόριθμους επίσης μεγαλώνει, αφού ως αναφέρθηκε και παραπάνω οι αλλαγές στις διαδρομές που χρησιμοποιούνται είναι περισσότερες και τότε τα πακέτα χρειάζεται να περιμένουν να βρεθεί νέα διαδρομή για να συνεχίσουν την πορεία τους προς τον προορισμό. Ο multicost-DSR αλγόριθμος δεν επηρεάζεται όμως τόσο πολύ σε σχέση με τον αρχικό DSR καθώς μέσω της αυξημένης κινητικότητας καταφέρνει να έχει καλύτερη εικόνα του δικτύου ανά πάσα στιγμή. Επιπρόσθετα το ότι ο multicost-DSR αλγόριθμος αποθηκεύει ένα σύνολο μη-κυριαρχημένων διαδρομών για κάθε προορισμό του δίνει τη δυνατότητα, σε περίπτωση που η χρησιμοποιούμενη διαδρομή αλλάξει, να δρομολογήσει τα πακέτα άμεσα μέσω κάποιας από τις υπόλοιπες. Έτσι η καθυστέρηση στην παράδοση των πακέτων μειώνεται σημαντικά. Μια άλλη πτυχή της λειτουργίας του multicost-DSR αλγόριθμου που μειώνει την καθυστέρηση των πακέτων είναι η πιο ομοιόμορφη κατανομή των πακέτων στο δίκτυο. Ενώ ο αρχικός DSR αλγόριθμος διαλέγει και χρησιμοποιεί για όσο περισσότερο διάστημα μπορεί μια και μόνο διαδρομή για κάθε προορισμό, αυτήν με το ελάχιστο μήκος, ο multicost-DSR χρησιμοποιεί εκ περιτροπής μια σειρά από μη-κυριαρχημένες μεταξύ

(a)

(b)

Σχήμα 6.5: Απεικονίζει το μέσο μήκος των διαδρομών για τον multicast-DSR αλγόριθμο και τον αρχικό DSR αλγόριθμο, με 20 συνόδους στο δίκτυο και για αρχική ενέργεια στους κόμβους ίση με (α) 50 Joules, και (β) 500 Joules.

(a)

(b)

Σχήμα 6.6: Απεικονίζει την μέση καθυστέρηση παράδοσης των πακέτων στο δίκτυο για τον multicast-DSR αλγόριθμο και τον αρχικό DSR αλγόριθμο, με 80 συνόδους στο δίκτυο και για αρχική ενέργεια στους κόμβους ίση με (α) 10 Joules, και (β) 500 Joules.

τους διαδρομές με αποτέλεσμα η συμφόρηση που συναντούν τα πακέτα διαδιδόμενα στο δίκτυο να είναι μικρότερη. Σαν αποτέλεσμα ο χρόνος που περνούν περιμένοντας σε ουρές κόμβων είναι μικρότερος κάτι που μαζί με όλα τα παραπάνω εξηγεί την υπεροχή του multicost-DSR έναντι του αρχικού DSR ως προς την καθυστέρηση παράδοσης των πακέτων.

Τέλος, το ότι και στους δυο αλγορίθμους η μέση καθυστέρηση παράδοσης των πακέτων φαίνεται να αυξάνεται με την αρχική ενέργεια, εξηγείται από το γεγονός ότι τότε ο χρόνος ζωής του δικτύου είναι τέτοιος που επιτρέπει την παράδοση περισσότερων πακέτων τα οποία μάλιστα έχουν υποστεί μεγάλες καθυστερήσεις κατά τη διάδοσή τους.

6.6 Συμπεράσματα

Στα πλαίσια του παρόντος Κεφαλαίου παρουσιάσαμε έναν πλήρως κατανεμημένο αλγόριθμο δρομολόγησης με πολλαπλά κόστη, τον multicost-DSR, χωρίς να υποθέτουμε οποιαδήποτε καθολική γνώση γύρω από την δικτυακή τοπολογία ή την κατάσταση λειτουργίας των κόμβων. Ο multicost-DSR υλοποιήθηκε με βάση τον αρχικό DSR αλγόριθμο, στου οποίου τους μηχανισμούς ανακάλυψης και συντήρησης διαδρομών στηρίζεται για να συλλέξει την πληροφορία που χρειάζεται αναφορικά με το δίκτυο και τις παραμέτρους κόστους των κόμβων του. Οι παράμετροι που χρησιμοποιούνται είναι η ισχύς μετάδοσης και η τρέχουσα διαθέσιμη ενέργεια. Μια διαδρομή χαρακτηρίζεται από το άθροισμα των τιμών της ισχύος μετάδοσης στους κόμβους της και από την ελάχιστη τρέχουσα διαθέσιμη ενέργεια σε αυτούς. Η συνάρτηση βελτιστοποίησης μέσω της οποίας προκύπτει το κόστος κάθε διαδρομής με βάση το οποίο επιλέγεται η βέλτιστη συνδυάζει τις παραμέτρους κόστους με τον ακόλουθο τρόπο:

$$f(T, R) = \frac{\sum_{i \in P} T_i}{\min_{i \in P} R_i},$$

όπου P είναι η διαδρομή, το i διατρέχει τους κόμβους της, ενώ T_i είναι η ισχύς μετάδοσης και R_i η τρέχουσα διαθέσιμη ενέργεια του κόμβου i .

Ο multicost-DSR αλγόριθμος, χάρη στις ενεργειακά σχετιζόμενες παραμέτρους κόστους που λαμβάνει υπόψη, αξιοποιεί σε μεγαλύτερο βαθμό την διαθέσιμη ενέργεια στους κόμβους του δικτύου σε σχέση με τον αρχικό DSR, επιτυγχάνοντας χαμηλότερη κατανάλωση ενέργειας στο δίκτυο αλλά και πιο ομοιόμορφη κατανομή της σε αυτό. Αυτό συμβαίνει γιατί οι διαδρομές που χρησιμοποιεί ο multicost-DSR είναι ενεργο-αποδοτικές ενώ στην περίπτωση του DSR απλά ικανοποιούν το κριτήριο του ελάχιστου μήκους. Με τον τρόπο αυτό ο multicost-DSR καταφέρνει να επιμηκύνει το χρόνο ζωής του δικτύου και έτσι να παραδώσει περισσότερα πακέτα στους προορισμούς τους. Παράλληλα η καθυστέρηση στην οποία υπόκεινται τα πακέτα μέχρι να φτάσουν εκεί είναι σαφώς μικρότερη όταν το δίκτυο λειτουργεί με βάση τον multicost-DSR αλγόριθμο, καθώς αφενός είναι σε θέση, σε περίπτωση που μια σε χρήση διαδρομή δεν είναι πλέον διαθέσιμη, άμεσα να δρομολογήσει τα πακέτα μέσω άλλων διαδρομών και αφετέρου δημιουργώντας μικρότερη συμφόρηση στο δίκτυο

μειώνει το χρόνο αναμονής των πακέτων στις ουρές.

Πολύ σημαντικό κομμάτι αυτής της μελέτης για τη δρομολόγηση με πολλαπλά κόστη ήταν και η κινητικότητα των κόμβων του δικτύου. Όπως έδειξαν τα πειράματα η κινητικότητα ευνοεί τον προτεινόμενο multicost-DSR αλγόριθμο σε σχέση με τον αρχικό DSR αναφορικά με όλες τις μετρικές ενδιαφέροντος. Όσο αυξάνεται η κινητικότητα τόσο πιο συχνές είναι οι αλλαγές στην τοπολογία του δικτύου. Οι αλλαγές όμως αυτές επιφέρουν την ανάλογα συχνότερη κλήση των διαδικασιών εύρεσης και συντήρησης διαδρομών από τον DSR. Έτσι ο multicost-DSR αλγόριθμος που βασίζεται αποκλειστικά σε αυτούς τους μηχανισμούς για να συλλέξει την πληροφορία που χρειάζεται, έχει τη δυνατότητα να λειτουργήσει πιο αποδοτικά καθώς η γνώση του τόσο για τους συνδέσμους όσο και για τις παραμέτρους κόστους τους, ειδικά αυτές που αλλάζουν με το χρόνο, είναι πιο επικαιροποιημένη. Αντίθετα όταν η κινητικότητα είναι χαμηλή και ακριβώς επειδή ο DSR εκκινεί τις διαδικασίες ανακάλυψης και συντήρησης διαδρομών μόνο κατ' απαίτηση, η πληροφορία που διαθέτει ο multicost-DSR ανά πάσα στιγμή δεν είναι αρκετά πρόσφατα ανανεωμένη έτσι ώστε να επιτρέπει την αποδοτική λειτουργία του. Βέβαια πάνω από ένα όριο οι μηχανισμοί αυτοί δεν μπορούν να ανταποκριθούν επαρκώς στο ρυθμό με τον οποίο λαμβάνουν χώρα οι αλλαγές, με αποτέλεσμα η απόδοση του multicost-DSR αλγορίθμου να παρουσιάζει πτώση στα πολύ υψηλά επίπεδα κινητικότητας.

Ενεργο-αποδοτική πολλαπλή και ολική εκπομπή

7.1 Εισαγωγή

Η πρόοδος στον τομέα των μπαταριών και την επιμήκυνση του χρόνου ζωής τους τα τελευταία χρόνια δεν είναι ανάλογη με την πολύ σημαντική μείωση στο κόστος των αδόμητων δικτύων και των δικτύων αισθητήρων. Η μείωση αυτή για το υλικό (hardware), τόσο του υπολογισμού και της επεξεργασίας δεδομένων όσο και της επικοινωνίας, στους κόμβους που απαρτίζουν τα δίκτυα αυτά έχει δώσει σημαντική ώθηση στο συγκεκριμένο πεδίο αλλά η ενέργεια παραμένει ο κύριος περιοριστικός παράγοντας. Ακριβώς επειδή κύρια χαρακτηριστικά των δικτύων αυτών είναι η έλλειψη σταθερής υποδομής και η απαίτηση για αυξημένο χρόνο λειτουργίας η δυσανάλογα μικρή αύξηση στο χρόνο ζωής των μπαταριών περιορίζει και την απόδοση των αδόμητων δικτύων και των δικτύων αισθητήρων αλλά και το εύρος των εφαρμογών που μπορούν αυτά να επιτελέσουν. Όλα τα παραπάνω δικαιολογούν το ότι ο σχεδιασμός πρωτοκόλλων για ασύρματα δίκτυα και δίκτυα αισθητήρων που να αξιοποιούν όσο το δυνατόν καλύτερα τα ενεργειακά αποθέματα των κόμβων των δικτύων αυτών είναι ένα πολύ ενεργό ερευνητικό πεδίο.

Η συνεργατική φύση των αδόμητων δικτύων και των δικτύων αισθητήρων καθιστά την πολλαπλή εκπομπή (multicast) και την ολική εκπομπή (broadcast) δυο από τις πλέον συχνές επικοινωνιακές λειτουργίες που εκτελούν οι κόμβοι τους. Για παράδειγμα στα αδόμητα δίκτυα όταν ένας κόμβος αντιληφθεί μια αλλαγή στην τοπολογία, ενημερώνει όλους τους υπόλοιπους σε μια ακτίνα γύρω από αυτόν ή και σε όλο το δίκτυο σχετικά με αυτήν. Αντίστοιχα στα δίκτυα αισθητήρων οι κόμβοι στέλνουν σε ορισμένους προεπιλεγμένους κόμβους ή και σε όλο το δίκτυο τα δεδομένα που έχουν συλλέξει. Επομένως, σε συνδυασμό και με όσα αναφέραμε στην προηγούμενη παράγραφο σχετικά την κρισιμότητα του παράγοντα ενέργεια, το να επιτελείται η πολλαπλή και η ολική εκπομπή με ενεργο-αποδοτικό τρόπο είναι σημαντική προτεραιότητα για τα δίκτυα αυτά.

Δεδομένης της σημασίας του εν λόγω προβλήματος, η σχετική δουλειά στο πεδίο είναι αρκετή και κατηγοριοποιείται ανάλογα με τις υποθέσεις που λαμβάνονται όσον αφορά στα ιδιαίτερα χαρακτηριστικά των δικτύων που αποτελούν αντικείμενο της μελέτης. Το Σχήμα 7.1 δίνει μια εικόνα των διαφόρων τύπων δικτύων στους οποίους έχει μελετηθεί το πρόβλημα της εκπομπής σε σχέση με την ενέργεια. Σε αυτό το κομμάτι της διατριβής εστιάζουμε στην περίπτωση των στατικών ασύρματων δικτύων με μη-κατευθυντικές κεραίες και σταθερή ισχύ μετάδοσης στους κόμβους. Στο

Σχήμα 7.1: Κατηγοριοποίηση αλγορίθμων για ενεργο-αποδοτική πολλαπλή εκπομπή σε ασύρματα δίκτυα. Με έντονο πλαίσιο δηλώνεται η περίπτωση που μελετάμε σε αυτό το Κεφάλαιο.

μεγαλύτερο μέρος της δουλειάς που έχει γίνει στο συγκεκριμένο πεδίο γίνεται η υπόθεση ότι οι κόμβοι που αποτελούν τα ασύρματα αδόμητα δίκτυα και τα δίκτυα αισθητήρων μπορούν να ρυθμίζουν κατά βούληση την ισχύ με την οποία κάθε φορά μεταδίδουν. Στη δική μας δουλειά που παρουσιάζεται στο παρόν Κεφάλαιο ασχολούμαστε με την περίπτωση που κάτι τέτοιο δεν ισχύει. Οι κόμβοι δηλαδή των δικτύων που μελετάμε έχουν, διαφορετική ο ένας από τον άλλο, αλλά σταθερή ισχύ μετάδοσης. Κάτι τέτοιο αποτελεί συνηθισμένη περίπτωση δεδομένου ότι οι κόμβοι των δικτύων αυτών έχουν εξ' ορισμού ελάχιστες δυνατότητες λειτουργίας. Ίρα, η μελέτη της πολλαπλής και ολικής εκπομπής σε ασύρματα δίκτυα με κόμβους που έχουν προκαθορισμένη ισχύ μετάδοσης έχει πρακτική σημασία και για αυτό αξίζει να μελετηθεί.

Η βασική μας συνεισφορά στο πεδίο είναι ένας βέλτιστος ενεργο-αποδοτικός αλγόριθμος πολλαπλής εκπομπής, τον οποίο καλούμε Optimal Total and Residual Energy Multicast Multicast (OTREMM) αλγόριθμο, για ασύρματα δίκτυα με κόμβους που έχουν προκαθορισμένη ισχύ μετάδοσης. Ο αλγόριθμος είναι βέλτιστος υπό την έννοια του ότι μπορεί να βελτιστοποιήσει οποιαδήποτε συνάρτηση της συνολικής ισχύος που δαπανάται για μια πολλαπλή εκπομπή και της ελάχιστης τρέχουσας διαθέσιμης ενέργειας στους κόμβους, αρκεί αυτή να είναι μονότονη σε καθεμιά από αυτές τις παραμέτρους. Ο αλγόριθμος λαμβάνει υπόψη του αυτές τις δυο ενεργειακά σχετιζόμενες παραμέτρους προκειμένου να επιλέξει τη βέλτιστη ακολουθία κόμβων μέσω των οποίων θα επιτευχθεί η πολλαπλή εκπομπή, αλλά έχει

μη-πολυωνυμική πολυπλοκότητα. Επιπρόσθετα προτείνουμε προσεγγιστική έκδοση του βέλτιστου αλγορίθμου, την οποία καλούμε Near-Optimal Total and Residual Energy Multicast Multicast (NOTREMM) αλγόριθμο, που δίνει μια προσεγγιστικά βέλτιστη λύση στο πρόβλημα της ενεργο-αποδοτικής εκπομπής σε πολυωνυμικό χρόνο. Στην περίπτωση που στο σύνολο των επιθυμητών παραληπτών της πολλαπλής εκπομπής περιλαμβάνονται όλοι οι κόμβοι του δικτύου οι αλγόριθμοι OTREMM και NOTREMM υλοποιούν ολική εκπομπή με βέλτιστο και προσεγγιστικά βέλτιστο αντίστοιχα τρόπο όσον αφορά την ενεργο-αποδοτικότητα.

Οι προτεινόμενοι αλγόριθμοι ακολουθούν της προσέγγιση δρομολόγησης με πολλαπλά κόστη [29], που έχουμε αναλυτικά παρουσιάσει στο Κεφάλαιο 2 και αποτελεί τη βάση στην οποία στηρίζεται η παρούσα διατριβή. Πολύ περιληπτικά, χάριν ευκολίας του αναγνώστη, σε αντίθεση με τη δρομολόγηση που βασίζεται σε ένα κόστος, όπου κάθε σύνδεσμος του δικτύου χαρακτηρίζεται από μια μοναδιαία παράμετρο κόστους, στη δρομολόγηση με πολλαπλά κόστη σε κάθε σύνδεσμο του δικτύου ανατίθεται ένα διάνυσμα με παραμέτρους κόστους. Με βάση τα διανύσματα των συνδέσμων που απαρτίζουν ένα μονοπάτι προκύπτει, μέσω ενός συσχετιστικού τελεστή για κάθε παράμετρο κόστους, το αντίστοιχο διάνυσμα κόστους για όλο το μονοπάτι. Η δρομολόγηση με πολλαπλά κόστη όπως δείξαμε και στα προηγούμενα Κεφάλαια (βλ. και [44, 63, 42, 65]) έχει αποδειχθεί ότι έχει σημαντικά οφέλη σε σχέση με την ενεργο-αποδοτικότητα των ασύρματων δικτύων για την περίπτωση επικοινωνίας ενός προς έναν (unicast). Στο Κεφάλαιο αυτό δείχνουμε ότι η δρομολόγηση με πολλαπλά κόστη μπορεί να έχει θετικά αποτελέσματα και όταν εφαρμοστεί για επικοινωνία πολλαπλής και ολικής εκπομπής.

Αξιολογούμε την απόδοση των προτεινόμενων αλγορίθμων κάτω από δυο μοντέλα για τη δημιουργία της κίνησης που εισέρχεται προς εξυπηρέτηση στο δίκτυο: το μοντέλο *εκκένωσης πακέτων* και το μοντέλο *ανοικτού ορίζοντα*, τα οποία έχουμε δει και σε προηγούμενα Κεφάλαια. Χάριν ευκολίας επαναλαμβάνουμε περιληπτικά ότι στο μοντέλο *εκκένωσης πακέτων* κάθε κόμβος ξεκινά με συγκεκριμένο αριθμό πακέτων προς πολλαπλή ή ολική εκπομπή και ποσό αρχικής ενέργειας και ο σκοπός είναι να μεταδοθούν όσο περισσότερα πακέτα είναι δυνατόν πριν να εξαντληθεί η ενέργεια. Στο μοντέλο *ανοικτού ορίζοντα* πακέτα και ενέργεια δημιουργούνται σε κάθε κόμβο σε συνεχή βάση σύμφωνα με μια διαδικασία γύρων. Πιο συγκεκριμένα στην αρχή κάθε γύρου η αρχική ενέργεια κάθε κόμβου αποκαθίσταται σε μια δεδομένη τιμή εκκίνησης και ένας σταθερός αριθμός πακέτων εισέρχονται προς μετάδοση. Κάθε γύρος τελειώνει όταν η ενέργεια ενός δεδομένου τμήματος των κόμβων του δικτύου (50% στα δικά μας πειράματα) πέσει κάτω από ένα όριο. Με τον τρόπο αυτό αποτρέπεται η ολοκληρωτική εξάντληση των ενεργειακών αποθεμάτων των κόμβων και το χάσιμο των πακέτων που βρίσκονται στις ουρές τους. Συνολικά τα πειράματα ανοικτού ορίζοντα τελειώνουν όταν το δίκτυο φτάσει σε κατάσταση σταθερής λειτουργίας (steady state) ή γίνει μη λειτουργικό.

Η απόδοση των προτεινόμενων αλγορίθμων μελετάται με τη χρήση προσομοιώσεων. Συγκρίνουμε τον βέλτιστο και τον προσεγγιστικά βέλτιστο αλγόριθμο που προτείνουμε με μια σειρά λύσεων για ενεργο-αποδοτική πολλαπλή και ολική εκπομπή. Τα αποτελέσματα δείχνουν ότι οι προτεινόμενοι αλγόριθμοι

υπερέχουν των υπόλοιπων, υποθέτοντας πάντα ότι η ισχύς μετάδοσης των κόμβων είναι προκαθορισμένη, αξιοποιώντας καλύτερα τα διαθέσιμα ενεργειακά αποθέματα. Ένα άλλο σημαντικό συμπέρασμα που προκύπτει είναι ότι ο προσεγγιστικά βέλτιστος αλγόριθμος αποδίδει συγκρίσιμα με τον βέλτιστο αλγόριθμο με πολύ μικρότερο όμως υπολογιστικό κόστος.

Η δουλειά που παρουσιάζουμε στο παρόν Κεφάλαιο έχει υποβληθεί για δημοσίευση σε δυο μέρη σε επιστημονικά συνέδρια [67, 68] και σε ένα επιστημονικό περιοδικό [64].

Στην αμέσως επόμενη ενότητα κάνουμε μια επισκόπηση της σχετικής βιβλιογραφίας. Έπειτα παρουσιάζουμε τους προτεινόμενους αλγορίθμους και στη συνέχεια περιγράφουμε το στήσιμο των πειραμάτων και σχολιάζουμε τα αποτελέσματα. Το Κεφάλαιο κλείνει με τα συμπεράσματα που προκύπτουν από τα θέματα που μελετώνται.

7.2 Σχετική δουλειά

Το πρόβλημα της εκπομπής για ασύρματα δίκτυα έχει συγκεντρώσει μεγάλο ενδιαφέρον τα τελευταία χρόνια. Η ενεργο-αποδοτικότητα στην πολλαπλή και ολική εκπομπή έχει εξεταστεί βασικά μέσω δυο προσεγγίσεων: την ελαχιστοποίηση της συνολικής κατανάλωσης ενέργειας και την μεγιστοποίηση του χρόνου ζωής του δικτύου. Η μεγάλη πλειοψηφία της σχετικής βιβλιογραφίας μελετά το πρόβλημα υποθέτοντας ότι οι κόμβοι μπορούν να ρυθμίζουν την ισχύ μετάδοσής τους και έτσι οι αλγόριθμοι που προτείνονται έχουν σαν σκοπό να αναθέσουν σε κάθε κόμβο ένα επίπεδο ισχύος μετάδοσης με το οποίο συνολικά στο δίκτυο οι εκπομπές θα επιτελούνται με ενεργο-αποδοτικό τρόπο. Παραπάνω στο Σχήμα 7.1 παρουσιάζεται μια κατηγοριοποίηση των μελετών για την ενεργο-αποδοτική εκπομπή σε ασύρματα δίκτυα ανάλογα με τις υποθέσεις που αφορούν τη λειτουργία τους.

Στις εργασίες [84, 54] αποδείχτηκε ότι το πρόβλημα της πολλαπλής εκπομπής, που στην ουσία είναι γενίκευση της ολικής εκπομπής, με ελάχιστη ενέργεια στην περίπτωση που οι κόμβοι είναι εξοπλισμένοι με μη-κατευθυντικές κεραίες είναι NP-πλήρες. Η σχετική ερευνητική δουλειά που αφορά την πολλαπλή και την ολική εκπομπή είναι αλληλεπικαλυπτόμενη καθώς από μια λύση ολικής εκπομπής σχεδόν άμεσα προκύπτει μια αντίστοιχη λύση για πολλαπλή εκπομπή αφαιρώντας τις περιττές μεταδόσεις, εκείνες δηλαδή που αφορούν κόμβους που δεν ανήκουν στο σύνολο των επιθυμητών προορισμών. Για αυτό και άλλωστε οι περισσότερες λύσεις στη βιβλιογραφία για την πολλαπλή εκπομπή αποτελούν εκδοχές αντίστοιχων λύσεων για ολική εκπομπή. Έτσι λοιπόν στη συνέχεια θα απαριθμήσουμε τις κυριότερες λύσεις για το πρόβλημα της ενεργο-αποδοτικής ολικής εκπομπής χωρίζοντάς τις σε δυο κατηγορίες: τους επαυξητικούς αλγόριθμους που ξεκινούν με μια κενή λύση η οποία σταδιακά καταλήγει σε ένα δέντρο ολικής εκπομπής και τους αλγορίθμους τοπικής αναζήτησης που μεταβαίνουν σε κάθε βήμα σε μια δομή που υλοποιεί την ολική εκπομπή η οποία εμφανίζει μικρότερη κατανάλωση ενέργειας. Δυο εργασίες που συγκεντρωτικά παρουσιάζουν αρκετή από τη σχετική δουλειά στο πεδίο είναι οι [25, 4].

7.2.1 Επαυξητικοί αλγόριθμοι

Στην εργασία [89] προτείνεται μια σειρά από βασικούς ενεργο-αποδοτικούς αλγορίθμους για την εκπομπή σε ασύρματα δίκτυα σαν τον MST που απλά χρησιμοποιεί το ελάχιστο επικαλυπτικό δέντρο (Minimum Spanning Tree), τον αλγόριθμο του δέντρου συντομότερων διαδρομών (Shortest Path Tree-SPT) που μέσω του αλγορίθμου του Dijkstra [21] κατασκευάζει ένα δέντρο που αποτελείται από τις συντομότερες ένας-προς-έναν διαδρομές που μπορεί να υλοποιήσει την πολλαπλή εκπομπή και τον Broadcast Incremental Power (BIP) αλγόριθμο που ακολουθεί λογική παρόμοια με του αλγορίθμου του Prim [73] για την εύρεση ελάχιστων επικαλυπτικών δέντρων. Πιο συγκεκριμένα ο αλγόριθμος BIP διατηρεί ένα δέντρο με ρίζα τον κόμβο που θέλει να εκπέμψει και οι κόμβοι προστίθενται στο δέντρο, ένας σε κάθε βήμα, με κριτήριο το ελάχιστο αυξητικό κόστος. Το αυξητικό κόστος πρόσθεσης ενός κόμβου στο δέντρο είναι η ελάχιστη πρόσθετη ισχύς για κάποιον κόμβο που ήδη ανήκει στο δέντρο για να καλύψει κάποιον κόμβο που δεν βρίσκεται σε αυτό. Μια παραλλαγή του BIP είναι ο Broadcast Average Incremental Power (BAIP) αλγόριθμος [85] όπου πολλοί κόμβοι μπορεί να προστεθούν σε κάθε βήμα. Οι κόμβοι που προστίθενται στο δέντρο επιλέγονται με βάση το κανονικοποιημένο αυξητικό κόστος, που ορίζεται σαν την πρόσθετη ισχύ που απαιτείται προκειμένου να καλυφθούν αυτοί οι κόμβοι προς τον αριθμό τους. Ο αλγόριθμος Greedy Perimeter Broadcast Efficiency (GPBE) [40] εφαρμόζει την ίδια διαδικασία κατασκευής του δέντρου που υλοποιεί την πολλαπλή εκπομπή με τον BIP αλγόριθμο, αλλά βασίζεται σε μια άλλη μετρική που αντιπροσωπεύει τον αριθμό των καλυφθέντων κόμβων ανά μονάδα ισχύος μετάδοσης. Στην εργασία [18] προτείνονται δυο αλγόριθμοι, ο Minimum Longest Edge (MLE) και ο Minimum Weight Incremental Arborescence (MWIA). Ο MLE βασίζεται στην ιδιότητα του ελάχιστου επικαλυπτικού δέντρου, σύμφωνα με την οποία αυτό έχει την πιο μικρή μέγιστη πλευρά ανάμεσα σε όλα τα επικαλυπτικά δέντρα. Έτσι ο αλγόριθμος πρώτα υπολογίζει το ελάχιστο επικαλυπτικό δέντρο με κόστος την απαιτούμενη ισχύ για μετάδοση σε κάθε σύνδεσμο και έπειτα αφαιρεί τις πλεοναστικές μεταδόσεις εκμεταλλευόμενος το πλεονέκτημα του ασύρματου μέσου στο οποίο η πολλαπλή εκπομπή είναι εγγενής. Στον αλγόριθμο MWIA το δέντρο πολλαπλή εκπομπής κατασκευάζεται χρησιμοποιώντας σαν κριτήριο ένα ζυγισμένο κόστος που συνδυάζει την διαθέσιμη ενέργεια και την ισχύ μετάδοσης των κόμβων. Στο δεύτερο στάδιο λειτουργίας του αλγορίθμου οι περιττές ακμές αφαιρούνται ομοίως με τον αλγόριθμο MLE. Σε όλες τις προαναφερθείσες εργασίες η ισχύς μετάδοσης των κόμβων είχε υποτεθεί ότι είναι ρυθμιζόμενη. Μια από τις ελάχιστες εργασίες που μελετούν το πρόβλημα θεωρώντας προκαθορισμένα επίπεδα ισχύος μετάδοσης για τους κόμβους είναι η [46], όπου προτείνονται δυο ευριστικές μέθοδοι: μια “άπληστη” μέθοδος στην οποία το κριτήριο χρήσης ενός κόμβου σαν μεταδότη στο δέντρου πολλαπλή εκπομπής είναι η ισχύς μετάδοσής του προς τον αριθμό των κόμβων που καλύπτει και μια μέθοδος ζυγισμένη ως προς τους κόμβους που βασίζεται στο δέντρο Steiner. Στην εργασία [47] μελετάται ειδικά το πρόβλημα της ενεργο-αποδοτικής πολλαπλής εκπομπής και προτείνονται ένας αλγόριθμος που βασίζεται στο κατευθυντικό Steiner δέντρο και άλλοι δυο ευριστικοί αλγόριθμοι. Το κριτήριο

που χρησιμοποιείται για την κατασκευή του δέντρου της πολλαπλής εκπομπής είναι η ισχύς μετάδοσης κάθε κόμβου προς τον αριθμό των κόμβων που καλύπτει.

Στην εργασία [10] προτείνεται η χρήση της τοπολογίας Relative Neighborhood Graph (RNG) για την υλοποίηση της πολλαπλής εκπομπής. Αυτή η τοπολογία αποτελείται από όλες τους συνδέσμους (u, v) οι οποίοι έχουν την ιδιότητα η τομή των κύκλων με ακτίνα R_{uv} και κέντρο τα σημεία u και v να μην περιέχει άλλον κόμβο. Στον αλγόριθμο Local Minimum Spanning Tree (LMST) [52] κάθε κόμβος κατασκευάζει το ελάχιστο επικαλυπτικό δέντρο σε απόσταση ενός συνδέσμου από αυτόν. Ένας σύνδεσμος περιλαμβάνεται στο τελικό δέντρο αν έχει επιλεγεί στα τοπικά ελάχιστα επικαλυπτικά δέντρα και των δυο κόμβων που βρίσκονται στα άκρα του. Στην [37] μια έκδοση του BIP αλγόριθμου παρουσιάζεται στην οποία κάθε κόμβος χρησιμοποιεί την γνώση του για τους γείτονες που βρίσκονται σε απόσταση 2 συνδέσμων για να εφαρμόσει τοπικά τον BIP και στη συνέχεια προωθεί την πληροφορία αυτή στο υπόλοιπο δίκτυο.

7.2.2 Αλγόριθμοι τοπικής αναζήτησης

Οι αλγόριθμοι τοπικής αναζήτησης εκτελούν έναν περίπατο σε δομές υλοποίησης της πολλαπλής εκπομπής. Ο περίπατος ξεκινά από μια αρχική τοπολογία πολλαπλής εκπομπής που προκύπτει από κάποιον αλγόριθμο όπως του ελάχιστου επικαλυπτικού δέντρου. Σε κάθε βήμα οι αλγόριθμοι τοπικής αναζήτησης μεταβαίνουν σε μια διαφορετική δομή διατηρώντας τη συνεκτικότητά της και παράλληλα επιτυγχάνοντας κάποια βελτίωση σχετικά με την ενέργεια. Όταν δεν μπορεί να υπάρξει περαιτέρω βελτίωση ο αλγόριθμος τερματίζει.

Στην εργασία [89] προτείνεται η ευριστική μέθοδος Sweep με την οποία αφαιρούνται οι πλεοναστικές μεταδόσεις του BIP αλγορίθμου δεδομένης της φύσης του ασύρματου μέσου. Φυσικά η μέθοδος του Sweep είναι αρκετά γενική ώστε να μπορεί να εφαρμοστεί σε όλα τα δέντρα πολλαπλής εκπομπής και όχι αποκλειστικά σε αυτά που παράγει ο αλγόριθμος BIP. Ο Iterative Maximum-Branch Minimization (IMBM), που παρουσιάζεται στην [48], ξεκινά με ένα δέντρο πολλαπλής εκπομπής στο οποίο η πηγή μεταδίδει άμεσα σε καθέναν από τους υπόλοιπους κόμβους και σε κάθε βήμα αντικαθιστά το μέγιστο σύνδεσμο με μια διαδρομή 2 συνδέσμων που να καταναλώνει λιγότερη ενέργεια. Στην εργασία [84] παρουσιάζεται ο αλγόριθμος EWMA που τροποποιεί το ελάχιστο επικαλυπτικό δέντρο ελέγχοντας αν η αύξηση της ισχύος μετάδοσης ενός κόμβου έτσι ώστε να καλύψει ένα παιδί κάποιου παιδιού του οδηγεί σε εξοικονόμηση ενέργειας συνολικά. Ο ευριστικός αλγόριθμος r-Shrink [20] εφαρμόζεται σε κάθε κόμβο που μεταδίδει συρρικνώνοντας την ισχύ μετάδοσής τους έτσι ώστε r λιγότεροι κόμβοι να ακούν κάθε μετάδοση. Σε κάθε βήμα ελέγχεται ένας κόμβος και το δέντρο που προκύπτει διατηρείται αν υπάρχει εξοικονόμηση ενέργειας. Ο ευριστικός αλγόριθμος LESS [39] είναι επέκταση του αλγορίθμου EWMA. Ενώ ο EWMA σε κάθε βήμα βελτίωσης σταματά πάντα έναν κόμβο από το να μεταδίδει, ο LESS σταματά ή μειώνει την ισχύ μετάδοσης σε περισσότερους επιτρέποντας μια μικρή αύξηση στη συνολική κατανάλωση ενέργειας.

7.3 Ο βέλτιστος αλγόριθμος

Ο σκοπός του βέλτιστου αλγορίθμου (Optimal Total and Residual Energy Multicast Multicasting - OTREMM) είναι να βρει, για δεδομένο κόμβο αφετηρίας και σύνολο προορισμών μια βέλτιστη ακολουθία κόμβων για μετάδοση, μέσω της οποίας θα υλοποιείται η πολλαπλή εκπομπή με ενεργο-αποδοτικό τρόπο. Πιο συγκεκριμένα επιλέγει ένα πρόγραμμα μεταδόσεων που βελτιστοποιεί οποιαδήποτε συνάρτηση της συνολικής ισχύος T που καταναλώνεται για την πολλαπλή εκπομπή και της ελάχιστης διαθέσιμης ενέργειας R των κόμβων, δεδομένου ότι η συνάρτηση αυτή είναι μονότονη ως προς τις δυο αυτές παραμέτρους T και R .

Η λειτουργία του αλγορίθμου OTREMM χωρίζεται σε δυο φάσεις, κατ' αναλογία με τον γενικό αλγόριθμο δρομολόγησης με πολλαπλά κόστη. [29] στον οποίο και βασίζεται. Στην πρώτη φάση ο κόμβος αφετηρία u της πολλαπλής εκπομπής υπολογίζει το σύνολο των υποψήφιων ακολουθιών κόμβων $\mathcal{S}_{u,M}$, το οποίο καλούμε σύνολο μη-κυριαρχημένων προγραμμάτων, η μετάδοση των οποίων καλύπτει όλους τους κόμβους στο σύνολο των επιθυμητών παραληπτών M . Στη δεύτερη φάση επιλέγεται από το σύνολο αυτό η βέλτιστη ακολουθία κόμβων για μετάδοση με βάση μια συνάρτηση βελτιστοποίησης.

7.3.1 Ο υπολογισμός των υποψηφίων προγραμμάτων πολλαπλής εκπομπής

Στην πρώτη φάση του αλγορίθμου OTREMM, κάθε κόμβος u διατηρεί ανά πάσα στιγμή ένα σύνολο υποψήφιων προγραμμάτων πολλαπλής εκπομπής $\mathcal{S}_u$. Τα προγράμματα αυτά δεν είναι απαραίτητα για το σύνολο των κόμβων που ανήκουν στο σύνολο προορισμών M , αλλά για οποιοδήποτε σύνολο κόμβων. Ένα πρόγραμμα πολλαπλής εκπομπής $S \in \mathcal{S}_u$ ορίζεται σαν

$$S = ((u_1 = u, u_2, \dots, u_h), V_S)$$

όπου $(u_1, u_2, \dots, u_h)$ είναι η διατεταγμένη ακολουθία κόμβων που χρησιμοποιούνται για μετάδοση και $V_S = (R_S, T_S, P_S)$ είναι το διάνυσμα κόστους του προγράμματος, που αποτελείται από: (i) την ελάχιστη διαθέσιμη ενέργεια R_S της ακολουθίας κόμβων $u_1, u_2, \dots, u_h$, (ii) τη συνολική ισχύ μετάδοσης T_S που δαπανάται όταν οι κόμβοι αυτοί μεταδίδουν και (iii) το σύνολο P_S των κόμβων του δικτύου που καλύπτονται όταν οι κόμβοι $u_1, u_2, \dots, u_h$ μεταδίδουν ένα πακέτο.

Όταν ένας κόμβος u_i μεταδίδει ένα πακέτο σε απόσταση r_i , η ενέργεια που δαπανάται είναι ανάλογη του r_i^a , όπου a είναι μια παράμετρος ανάμεσα στο 2 και το 4. Δεδομένης της φύσης του ασύρματου μέσου και μη-κατευθυντικών κεραιών που υποθέτουμε για την περίπτωση που μελετούμε, ένα πακέτο που στέλνεται από έναν κόμβο λαμβάνεται σωστά από όλους όσους βρίσκονται σε απόσταση r_i από τον μεταδίδοντα κόμβο u_i . Έτσι η πολλαπλή και η ολική εκπομπή σε αυτού του είδους τα δίκτυα αντιστοιχούν στην εύρεση της ακολουθίας κόμβων που πρέπει να μεταδώσουν προκειμένου να τις υλοποιήσουν αντί για την εύρεση των δικτυακών συνδέσμων που πρέπει να χρησιμοποιηθούν όπως γίνεται στο ενσύρματο πεδίο. Το Σχήμα 7.2

Σχήμα 7.2: Παράδειγμα ολικής εκπομπής σε ασύρματο αδόμητο δίκτυο.

απεικονίζει ένα παράδειγμα που συνοψίζει την παραπάνω συζήτηση. Η θεώρηση μη-κατευθυντικών κεραιών δεν είναι απαραίτητη για τη λειτουργία των αλγορίθμων, απλά έγινε για χάρη της απλότητας της παρουσίασης. Το μόνο που χρειάζεται είναι σε κάθε μετάδοση ενός κόμβου u_i να είναι γνωστό το σύνολο κόμβων $D(u_i)$ που λαμβάνουν σωστά το μεταδιδόμενο πακέτο. Πάντως στα πειραματικά αποτελέσματα που παρουσιάζονται στη συνέχεια οι κόμβοι υποθέτουμε ότι χρησιμοποιούν μη-κατευθυντικές κεραιές.

Υποθέτουμε ότι όλοι οι κόμβοι έχουν πλήρη γνώση της τοπολογίας αλλά και της πληροφορίας σχετικά με την λειτουργία των κόμβων. Αρχικά κάθε κόμβος u έχει μόνο ένα πρόγραμμα πολλαπλής εκπομπής $\{\emptyset, (\infty, 0, u)\}$, χωρίς κόμβους, άπειρη διαθέσιμη ενέργεια και μηδενική συνολική ισχύ μετάδοσης, ενώ το σύνολο των καλυμμένων κόμβων περιέχει μόνο τον κόμβο αφετηρία. Τα υποψήφια προγράμματα πολλαπλής εκπομπής από τον κόμβο αφετηρία u υπολογίζονται ως εξής:

1. Κάθε πρόγραμμα πολλαπλής εκπομπής

$$S = ((u_1, u_2, \dots, u_{i-1}), (R_S, T_S, P_S))$$

στο σύνολο των μη-κυριαρχημένων ακολουθιών $\mathcal{S}_u$ επεκτείνεται, προσθέτοντας στην ακολουθία του με τους κόμβους που μεταδίδουν έναν κόμβο $u_i \in P_S$ που μπορεί να μεταδώσει σε έναν άλλο κόμβο u_j που δεν περιέχεται στο σύνολο P_S . Αν δεν υπάρχουν τέτοιοι κόμβοι u_i και u_j , προχωράμε στο Βήμα 4.

Τότε το πρόγραμμα S χρησιμοποιείται για να προκύψει ένα πρόγραμμα S' όπως περιγράφεται στη συνέχεια:

- ο κόμβος u_i προστίθεται στην ακολουθία $u_1, u_2, \dots, u_{i-1}$ με τους κόμβους που μεταδίδουν
- $R_{S'} = \min(R_i, R_S)$, όπου R_i είναι η διαθέσιμη ενέργεια του κόμβου i
- $T_{S'} = T_S + T_i$, όπου T_i είναι η (προκαθορισμένη) ισχύς μετάδοσης του κόμβου i
- το σύνολο των κόμβων $D(u_i)$ που είναι εντός της ακτίνας μετάδοσης του κόμβου u_i προστίθενται στο σύνολο P_S .
- το επεκταμένο πρόγραμμα

$$S' = ((u_1, \dots, u_{i-1}, u_i),$$

$$(\min(R_S, R_i), T_S + T_i, P_S \cup D(u_i)))$$

που προέκυψε προστίθεται στο σύνολο των υποψηφίων προγραμμάτων $\mathcal{S}_u$.

2. Στη συνέχεια, γίνεται έλεγχος για μια σχέση κυριαρχίας ανάμεσα στα προγράμματα πολλαπλής εκπομπής του κόμβου u . Όσα προγράμματα αποδειχθεί ότι κυριαρχούνται από άλλα, απορρίπτονται και δεν συμμετέχουν στα επόμενα βήματα του αλγορίθμου. Πιο συγκεκριμένα, ένα πρόγραμμα S_1 λέγεται ότι κυριαρχεί σε ένα πρόγραμμα S_2 όταν $T_1 < T_2$, $R_1 > R_2$ και $P_1 \supset P_2$. Με άλλα λόγια ένα πρόγραμμα S_1 κυριαρχεί σε ένα πρόγραμμα S_2 αν καλύπτει υπερσύνολο των κόμβων που καλύπτει το S_2 , χρησιμοποιώντας μικρότερη συνολική ισχύ μετάδοσης και με μεγαλύτερη ελάχιστη ενέργεια στους κόμβους που χρησιμοποιεί για μετάδοση. Τα κυριαρχημένα προγράμματα πολλαπλής εκπομπής διαγράφονται από το σύνολο $\mathcal{S}_u$.
3. Η διαδικασία επαναλαμβάνεται ξεκινώντας από το Βήμα 1 για όλα τα προγράμματα πολλαπλής εκπομπής στο $\mathcal{S}_u$ που πληρούν τις παραπάνω προϋποθέσεις. Αν κανένα πρόγραμμα στο $S \in \mathcal{S}_u$ δεν μπορεί να επεκταθεί, η διαδικασία μεταβαίνει στο Βήμα 4.
4. Τα προγράμματα πολλαπλής εκπομπής του $\mathcal{S}_u$ για τα οποία ισχύει $P_S \supset \mathcal{M}$ απαρτίζουν το υποσύνολο προγραμμάτων S , που καλείται σύνολο μη-κυριαρχημένων προγραμμάτων πολλαπλής εκπομπής από έναν κόμβο αφετηρία u σε ένα σύνολο προορισμών $\mathcal{M}$, και συμβολίζεται με $\mathcal{S}_{u,\mathcal{M}}$.

Εδώ πρέπει να σημειωθεί ότι η διαθέσιμη ενέργεια των κόμβων χρησιμοποιείται σαν περιοριστική παράμετρος, καθώς η ελάχιστη τιμή της στους κόμβους που μεταδίδουν

σε ένα πρόγραμμα πολλαπλής εκπομπής καθορίζει την τιμή της διαθέσιμης ενέργειας για το πρόγραμμα, ενώ η ισχύς μετάδοσης των κόμβων είναι προσθετική παράμετρος. Αυτό συμβαίνει γιατί η διαθέσιμη ενέργεια σε ένα σύνολο κόμβων χαρακτηρίζεται αντιπροσωπευτικότερα από την ελάχιστη τιμή της σε αυτούς, την ώρα που η ισχύς που δαπανάται αντιπροσωπεύεται ακριβέστερα από το άθροισμα των επιμέρους τιμών της στους κόμβους αυτούς. Ένα άλλο σημείο που πρέπει να υπογραμμίσουμε, είναι το ότι τα Βήματα 1-3 του αλγορίθμου δεν εξαρτώνται από το σύνολο των επιθυμητών προορισμών $\mathcal{M}$. Το σύνολο των προγραμμάτων $\mathcal{S}_u$ που παράγεται σε αυτά τα βήματα μπορεί να χρησιμοποιηθεί για πολλαπλή εκπομπή προς οποιοδήποτε σύνολο παραληπτών. Έτσι αν το σύνολο παραληπτών $\mathcal{M}$ αλλάξει, μόνο το Βήμα 4 του αλγορίθμου επανεκτελείται. Αυτό κάνει τον αλγόριθμο εξαιρετικά χρήσιμο για περιπτώσεις όπου ένας κόμβος εκτελεί πολλαπλή εκπομπή προς πολλά σύνολα παραληπτών ή όπου τα μέλη του συνόλου παραληπτών αλλάζουν δυναμικά.

7.3.2 Η επιλογή του βέλτιστου προγράμματος πολλαπλής εκπομπής

Στη δεύτερη φάση του αλγορίθμου OTREMM, μια συνάρτηση βελτιστοποίησης $f(V_S)$ εφαρμόζεται στο διάνυσμα κόστους V_S κάθε μη-κυριαρχημένου προγράμματος πολλαπλής εκπομπής $S \in \mathcal{S}_{u,\mathcal{M}}$ του κόμβου αφετηρίας u , που έχει προκύψει από την πρώτη φάση. Η συνάρτηση βελτιστοποίησης συνδυάζει τις παραμέτρους του διανύσματος κόστους έτσι ώστε να παραχθεί μια μοναδιαία μετρική που αντιπροσωπεύει το κόστος χρήσης του κάθε προγράμματος για πολλαπλή εκπομπή. Το πρόγραμμα με το μικρότερο κόστος επιλέγεται σαν βέλτιστο. Στα αποτελέσματα που παρουσιάζονται παρακάτω, η συνάρτηση βελτιστοποίησης που χρησιμοποιείται είναι η

$$f(S) = \frac{T_S}{R_S}, \text{ για } S \in \mathcal{S}_{u,\mathcal{M}},$$

η οποία, από τα προγράμματα πολλαπλής εκπομπής προς το σύνολο προορισμών $\mathcal{M}$, ευνοεί εκείνα που καταναλώνουν λιγότερη συνολική ισχύ μετάδοσης T_S και έχουν μεγαλύτερη διαθέσιμη ενέργεια R_S .

Φυσικά, οποιαδήποτε άλλη συνάρτηση βελτιστοποίησης θα μπορούσε να χρησιμοποιηθεί ανάλογα με τις ανάγκες του δικτύου. Επίσης θα μπορούσαν να χρησιμοποιούνται διαφορετικές συναρτήσεις βελτιστοποίησης για κάθε σύνολο προορισμών πολλαπλής εκπομπής. Πέρα από τη συνάρτηση βελτιστοποίησης, ο αλγόριθμος που παρουσιάσαμε είναι αρκετά γενικός και για αυτό επιτρέπει με πολύ μικρές τροποποιήσεις τη χρήση οποιασδήποτε άλλης παραμέτρου κόστους στη θέση της διαθέσιμης ενέργειας και της ισχύος μετάδοσης των κόμβων. Για παράδειγμα, μπορούμε να συμπεριλάβουμε σαν τέτοια παράμετρο τον αριθμό των μεταδόσεων h_S που απαιτεί ένα πρόγραμμα S προκειμένου να υλοποιηθεί η πολλαπλή εκπομπή (χάτι που σχετίζεται με την καθυστέρηση της πολλαπλής εκπομπής αγνοώντας την υπόλοιπη κίνηση στο δίκτυο και τις καθυστερήσεις στις ουρές). Σε μια τέτοια περίπτωση θα άλλαζε και η συνάρτηση βελτιστοποίησης έτσι ώστε να συμμετάσχει η παράμετρος αυτή και στην επιλογή του βέλτιστου προγράμματος. Η μόνη απαίτηση που πρέπει να ικανοποιείται είναι η συνάρτηση βελτιστοποίησης να είναι μονότονη ως προς καθεμιά

από τις παραμέτρους που λαμβάνει υπόψη (π.χ., αύξουσα συνάρτηση ως προς τις T_S και h_S , φθίνουσα ως προς την R_S , κτλ).

Θεώρημα 1 *Αν η συνάρτηση βελτιστοποίησης $f(V_S)$ είναι μονότονη ως προς καθεμιά από τις εμπλεκόμενες παραμέτρους, ο αλγόριθμος OTREMM βρίσκει το βέλτιστο πρόγραμμα πολλαπλής εκπομπής.*

Απόδειξη Αφού η συνάρτηση βελτιστοποίησης $f(V_S)$ είναι μονότονη ως προς καθεμιά από τις παραμέτρους της, το βέλτιστο πρόγραμμα πολλαπλής εκπομπής θα πρέπει να ανήκει στο σύνολο μη-κυριαρχημένων προγραμμάτων (ένα πρόγραμμα S_1 που κυριαρχείται από ένα πρόγραμμα S_2 , αφού αυτό σημαίνει ότι είναι χειρότερο από το S_2 ως προς όλες τις παραμέτρους δεν μπορεί να βελτιστοποιεί την f). Άρα αρκεί να δείξουμε ότι το σύνολο $\mathcal{S}_u$ που υπολογίζεται στα Βήματα 1-3 του OTREMM αλγορίθμου περιέχει όλες τα μη-κυριαρχημένα προγράμματα πολλαπλής εκπομπής από τον κόμβο u .

Έστω $S = ((u_1, u_2, \dots, u_h), (R_S, T_S, P_S))$ ένα μη-κυριαρχημένο πρόγραμμα με τον ελάχιστο αριθμό μεταδόσεων h ανάμεσα στα προγράμματα που έχει υπολογίσει ο αλγόριθμος OTREMM. Τότε για το πρόγραμμα $S' = ((u_1, u_2, \dots, u_{h-1}), (R_{S'}, T_{S'}, P_{S'}))$ έχουμε ότι $R_S = \min(R_{S'}, R_h)$, $T_S = T_{S'} + T_h$, και $P_S = P_{S'} \cup D(u_h)$. Δεδομένου ότι το S είναι μη-κυριαρχημένο και δεν υπολογίζεται από τον OTREMM, προκύπτει ότι ούτε το S' υπολογίζεται από τον OTREMM. Ακόμα, αφού το S είναι μη-κυριαρχημένο και έχει τον ελάχιστο αριθμό μεταδόσεων ανάμεσα στα προγράμματα που δεν βρίσκει ο OTREMM και καθώς το S' που δεν υπολογίζεται από τον OTREMM χρησιμοποιεί λιγότερες μεταδόσεις, το S' κυριαρχείται. Όμως, αφού το S είναι μη-κυριαρχημένο και το S' είναι μη-κυριαρχημένο (αλλιώς, το πρόγραμμα S'' που κυριαρχεί στο S' , με την έννοια ότι $T_{S''} < T_{S'}$, $R_{S''} > R_{S'}$ και $P_{S''} \supset P_{S'}$, επεκτεινόμενο με την μετάδοση του κόμβου u_h θα κυριαρχούσε στο S), κάτι που είναι αδύνατο.

7.4 Ο προσεγγιστικά βέλτιστος αλγόριθμος

Ο αλγόριθμος OTREMM βρίσκει το πρόγραμμα πολλαπλής εκπομπής που βελτιστοποιεί την επιθυμητή συνάρτηση βελτιστοποίησης $f(V_S)$, με μη-πολυωνυμική όμως πολυπλοκότητα καθώς το πλήθος των μη-κυριαρχημένων προγραμμάτων που υπολογίζονται στην πρώτη φάση του αλγορίθμου μπορεί να είναι εκθετικό. Με σκοπό έναν αλγόριθμο πολυωνυμικού χρόνου χαλαρώνουμε την συνθήκη κυριαρχίας έτσι ώστε να προκύπτουν λιγότερα υποψήφια προγράμματα. Πιο συγκεκριμένα, ορίζουμε μια σχέση ψευδο-κυριαρχίας ανάμεσα στα προγράμματα, σύμφωνα με την οποία ένα πρόγραμμα S_1 ψευδο-κυριαρχεί σε ένα πρόγραμμα S_2 , αν $T_1 < T_2$, $R_1 > R_2$, και $|P_1| > |P_2|$, όπου T_i , R_i , $|P_i|$, $i = 1, 2$, είναι η συνολική ισχύς μετάδοσης, η διαθέσιμη ενέργεια των κόμβων που μεταδίδουν και ο πληθαιριθμός του συνόλου των καλυμμένων κόμβων του προγράμματος S_i , $i = 1, 2$, αντίστοιχα. Όταν αυτή η σχέση ψευδο-κυριαρχίας χρησιμοποιηθεί στο Βήμα 2 του OTREMM

αλγόριθμου, έχει σαν αποτέλεσμα περισσότερα προγράμματα να απορρίπτονται από τη συνέχεια του αλγόριθμου ως κυριαρχημένα κάτι που οδηγεί σε μείωση της υπολογιστικής πολυπλοκότητας του αλγόριθμου. Μάλιστα, η χαλάρωση αυτή της συνθήκης κυριαρχίας κάνει την πολυπλοκότητα του αλγόριθμου πολυωνυμική (αφού τα R_i και $|P_i|$ μπορούν να πάρουν πεπερασμένο αριθμό τιμών, ίσο με τον αριθμό των κόμβων του δικτύου N). Η μείωση της πολυπλοκότητας όμως έχει σαν τίμημα το ότι ο αλγόριθμος δεν είναι πλέον βέλτιστος στη λύση που βρίσκει. Θα αναφερόμαστε σε αυτή την προσεγγιστικά βέλτιστη εκδοχή του αλγόριθμου OTREMM, με το όνομα Near-Optimal Total and Residual Energy Multicast Multicast αλγόριθμος (εν συντομία NOTREMM).

Σχήμα 7.3: Παράδειγμα ολικής εκπομπής που δείχνει τις διαφορές ανάμεσα στον αλγόριθμο Optimal Total and Residual Energy Multicast Multicast (OTREMM) και τον αλγόριθμο Near-Optimal Total and Residual Energy Multicast Multicast (NOTREMM). Ο κόμβος 1 εκπέμπει ένα πακέτο προς όλους τους υπόλοιπους στο δίκτυο. Το διάνυσμα κόστους του κάθε κόμβου είναι στη μορφή (R, T) , όπου R είναι η διαθέσιμη ενέργεια σε Joules και T η ισχύς μετάδοσης σε Watts.

Προκειμένου να τονίσουμε τις διαφορές μεταξύ των προτεινόμενων αλγορίθμων OTREMM και NOTREMM, ας θεωρήσουμε το δίκτυο του Σχήματος 7.3. Ο κόμβος 1 εκπέμπει (ολικά) ένα πακέτο προς όλους τους κόμβους του δικτύου. Και οι δυο αλγόριθμοι αφού επεκτείνουν το αρχικό πρόγραμμα $S_0 = \{(1), (1, 0.6, (1, 2, 3))\}$ όπου ο κόμβος 1 μεταδίδει και καλύπτει του κόμβους 2 και 3, καταλήγουν στα προγράμματα $S_1 = \{(1, 2), (0.7, 1.85, (1, 2, 3, 4))\}$ και $S_2 = \{(1, 3), (0.9, 1.8, (1, 2, 3, 5, 6))\}$, επεκτείνοντας το S_0 με την μετάδοση των κόμβων 2 και 3 αντίστοιχα. Στην περίπτωση που χρησιμοποιείται ο αλγόριθμος NOTREMM, το πρόγραμμα S_1 κυριαρχείται από το πρόγραμμα S_2 , καθώς το S_2 καλύπτει περισσότερους κόμβους με μεγαλύτερη ελάχιστη διαθέσιμη ενέργεια και μικρότερη συνολική ισχύ μετάδοσης. Έτσι ο αλγόριθμος NOTREMM τελικά επιλέγει σαν πρόγραμμα που θα υλοποιήσει την επιθυμητή εκπομπή το $S_{NOTREMM} = \{(1, 3, 6, 7, 4), (0.6, 4.4, (1, 2, 3, 4, 5, 6, 7, 8))\}$. Από την άλλη μεριά, όταν χρησιμοποιείται ο αλγόριθμος OTREMM το πρόγραμμα

S_1 δεν κυριαρχείται από το πρόγραμμα S_2 αφού καλύπτει έναν κόμβο (τον κόμβο 4) που δεν καλύπτει το S_2 . Έτσι τελικά, ο αλγόριθμος OTREMM επιλέγει το βέλτιστο πρόγραμμα $S_{OTREMM} = \{(1, 2, 3, 4), (0.7, 4.1, (1, 2, 3, 4, 5, 6, 7, 8))\}$.

7.5 Το πειραματικό μοντέλο

Υλοποιήσαμε και αξιολογήσαμε πειραματικά τους προτεινόμενους αλγορίθμους χρησιμοποιώντας το εργαλείο Network Simulator ns-2 [62]. Χρησιμοποιήσαμε μια τοπολογία 16 στατικών κόμβων τοποθετημένων σε διάταξη πλέγματος διάστασης 4×4 έχοντας απόσταση ο καθένας από τους γειτονικούς του 50 μέτρα. Η ακτίνα μετάδοσης κάθε κόμβου είναι προκαθορισμένη και ομοιόμορφα κατανεμημένη στο διάστημα 50 ως 100 μέτρα.

Η απόδοση των αλγορίθμων OTREMM και NOTREMM αξιολογείται στα πλαίσια τόσο της πολλαπλής εκπομπής (multicasting) όσο και της ολικής εκπομπής (broadcasting). Βέβαια, καθώς οι περισσότεροι αλγόριθμοι στη σχετική βιβλιογραφία υποθέτουν ρυθμιζόμενη ισχύ μετάδοσης στους κόμβους του δικτύου, για να γίνει σύγκριση με τους προτεινόμενους αλγορίθμους έχουμε συμπεριλάβει στα πειράματά μας τροποποιημένες εκδόσεις τους με προκαθορισμένη ισχύ μετάδοσης.

Για την περίπτωση της πολλαπλής εκπομπής οι προτεινόμενοι αλγόριθμοι συγκρίνονται με την έκδοση για πολλαπλή εκπομπή του BIP αλγόριθμου [89], στην οποία θα αναφερόμαστε ως αλγόριθμο MIP, και με τον ευριστικό αλγόριθμο Node-Join-Tree (NJT) [47]. Ο αλγόριθμος BIP βρίσκει ένα ελάχιστο επικαλυπτικό δέντρο χρησιμοποιώντας σαν κόστος για κάθε σύνδεσμο την απαιτούμενη ισχύ μετάδοσης και σε δεύτερη φάση αφαιρεί τις περιττές ακμές του δέντρου αυτού λαμβάνοντας υπόψη την broadcast φύση του ασύρματου μέσου. Ο αλγόριθμος MIP από αυτό το δέντρο ολικής εκπομπής απλά αφαιρεί τις μεταδόσεις που δεν αφορούν τους επιθυμητούς αποδέκτες της πολλαπλής εκπομπής. Ο αλγόριθμος NJT προκειμένου να κατασκευάσει το δέντρο πολλαπλής εκπομπής χρησιμοποιεί σαν κριτήριο την ισχύ μετάδοσης κάθε κόμβου κανονικοποιημένη ως προς τον αριθμό των κόμβων που καλύπτει η συγκεκριμένη μετάδοση.

Όταν το σύνολο των επιθυμητών παραληπτών της πολλαπλής εκπομπής περιλαμβάνει όλους τους κόμβους του δικτύου πλέον μιλάμε για ολική εκπομπή, επομένως οι προτεινόμενοι αλγόριθμοι συγκρίνονται με λύσεις που έχουν προταθεί στη βιβλιογραφία για το συγκεκριμένο πρόβλημα. Η πρώτη που έχουμε συμπεριλάβει στα πειράματά μας είναι ο αλγόριθμος BIP [89], που δεδομένου ότι έχουμε προκαθορισμένη ισχύ μετάδοσης για κάθε κόμβο λειτουργεί πανομοιότυπα με τον αλγόριθμο MLE [18]. Επίσης σαν μέτρο σύγκρισης λαμβάνεται υπόψη και ο αλγόριθμος MWIA [18], που κατασκευάζει ένα ελάχιστο επικαλυπτικό δέντρο με κόστος για κάθε σύνδεσμο το λόγο της ισχύος μετάδοσης προς την διαθέσιμη ενέργεια του μεταδίδοντα κόμβου. Τέλος στην πειραματική αξιολόγηση λαμβάνει μέρος και ο ευριστικός αλγόριθμος BAIP, που σαν κριτήριο για την προσθήκη ενός κόμβου στο υπο κατασκευη δέντρο χρησιμοποιεί το λόγο της ισχύος που δαπανάται για τη μετάδοση προς τον αριθμό των κόμβων που καλύπτονται από αυτήν. Ο

αλγόριθμος BAIP αντιστοιχεί στον ευριστικό αλγόριθμο Greedy-h [46], που από όσο γνωρίζουμε είναι η καλύτερη λύση για ενεργο-αποδοτική ολική εκπομπή με δεδομένη προκαθορισμένη ισχύ μετάδοσης στους κόμβους. Ταυτόχρονα ο αλγόριθμος BAIP αντιστοιχεί και στις εκδόσεις για προκαθορισμένη ισχύ μετάδοσης στους κόμβους των αλγορίθμων BAIP [85] και GPBE [40].

Οι αλγόριθμοι για πολλαπλή εκπομπή αξιολογούνται στο μοντέλο εκκένωσης, όπου κάθε κόμβος ξεκινά με ένα συγκεκριμένο ποσό αρχικής ενέργειας και αριθμό πακέτων για πολλαπλή εκπομπή προς ένα σύνολο παραληπτών M . Στα πειράματά μας η αρχική ενέργεια είναι ίση για όλους τους κόμβους (5, 10 και 100 Joules). Κάθε κόμβος εκπέμπει προς το σύνολο κόμβων M 200-1000 πακέτα (με βήμα 200 πακέτα). Ένας κόμβος ανήκει στο σύνολο παραληπτών M των πολλαπλών εκπομπών με πιθανότητα q που στα πειράματά μας είναι 0,25, 0,5 και 0,75.

Για την συγκριτική αξιολόγηση των αλγορίθμων στο μοντέλο εκκένωσης πακέτων χρησιμοποιούμε τις παρακάτω μετρικές:

- Την μέση υπολειπόμενη διαθέσιμη ενέργεια R στους κόμβους στο τέλος του πειράματος.
- Τον τρέχοντα αριθμό κόμβων L με εξαντλημένη ενέργεια σε συνάρτηση του χρόνου.
- Τον δείκτη επιτυχίας της πολλαπλής εκπομπής p , τον οποίο ορίζουμε σαν το λόγο του αριθμού των πακέτων που φτάνουν σε όλους τους παραλήπτες (τους κόμβους που ανήκουν στο M) προς το συνολικό αριθμό πακέτων που εκπέμπονται.
- Τον μέσο αριθμό μεταδόσεων h που χρειάζεται ένα πακέτο για να φτάσει σε όλους τους παραλήπτες του. Στην περίπτωση που το πακέτο δεν φτάσει σε όλους τους παραλήπτες του, ο αριθμός των μεταδόσεων του προσμετράται μέχρι το σημείο που έφτασε. Αυτό έχει σαν αποτέλεσμα την υποεκτίμηση του h και για το λόγο αυτό τα αποτελέσματα θα πρέπει να ιδωθούν σε συνάρτηση με εκείνα που αφορούν τον p .

Στην περίπτωση της ολικής εκπομπής, όπου το σύνολο παραληπτών περιέχει όλους τους κόμβους του δικτύου, επιπλέον του μοντέλου εκκένωσης πακέτων, αξιολογούμε τους αλγορίθμους και στο μοντέλο ανοικτού ορίζοντα. Στο μοντέλο αυτό, ο χρόνος χωρίζεται σε γύρους δυναμικής διάρκειας. Στην αρχή κάθε γύρου η ενέργεια σε κάθε κόμβο αποκαθίσταται σε ένα δεδομένο επίπεδο και ένας σταθερός αριθμός πακέτων εισάγεται σε καθέναν τους προς (ολική) εκπομπή για να δρομολογηθεί στη διάρκεια του γύρου αυτού μαζί με όσα πακέτα έχουν απομείνει από προηγούμενους γύρους χωρίς να φτάσουν σε όλους τους παραλήπτες τους. Κάθε γύρος τερματίζει (και ένας νέος ξεκινά) όταν η διαθέσιμη ενέργεια τουλάχιστον των μισών κόμβων του δικτύου πέσει κάτω από ένα όριο. Έτσι αποτρέπουμε τους κόμβους να εξαντλήσουν τα ενεργειακά τους αποθέματα και να χάσουν με τον τρόπο αυτό τα πακέτα που βρίσκονται στις ουρές τους.

Οι μετρικές που χρησιμοποιούνται για την αξιολόγηση των αλγορίθμων στο μοντέλο ανοικτού ορίζοντα είναι::

- Η μέση καθυστέρηση ολικής εκπομπής D , που ορίζεται ως ο χρόνος από τη στιγμή που δημιουργείται το πακέτο στον κόμβο αφετηρία μέχρι να φτάσει σε όλους τους υπόλοιπους κόμβους του δικτύου, πιθανώς μετά από περισσότερους του ενός γύρους.
- Ο δείκτης επιτυχίας της ολικής εκπομπής p , που ορίζεται σαν το λόγο του αριθμού των πακέτων που επιτυχώς φτάνουν σε όλους τους κόμβους του δικτύου προς τον συνολικό αριθμό πακέτων που εκπέμπονται.

7.6 Πειραματικά αποτελέσματα

7.6.1 Πολλαπλή εκπομπή

Όπως έχει ήδη αναφερθεί οι αλγόριθμοι για την πολλαπλή εκπομπή αξιολογούνται μόνο στο μοντέλο εκκένωσης πακέτων. Το Σχήμα 7.4 απεικονίζει τον μέσο αριθμό μεταδόσεων h που χρειάζεται ένα πακέτο για να φτάσει σε όλους τους επιθυμητούς προορισμούς ως προς τον αριθμό των πακέτων που εκπέμπονται από κάθε κόμβο. Όπως φαίνεται, ο αλγόριθμος MIP έχει την χειρότερη απόδοση. Αυτό εξηγείται από το ότι επιλέγει το πρόγραμμα πολλαπλής εκπομπής μόνο με βάση την ισχύ μετάδοσης των κόμβων καταλήγοντας με τον τρόπο αυτό σε μεγαλύτερο αριθμό μεταδόσεων για κάθε πακέτο μέχρι να φτάσει σε όλους τους κόμβους του συνόλου επιθυμητών προορισμών M . Οι αλγόριθμοι OTREMM και NOTREMM αποδίδουν ελαφρά χειρότερα από τον αλγόριθμο NJT σε σχέση με τον αριθμό των απαιτούμενων μεταδόσεων. Αυτό όμως δεν είναι ενδεικτικό μιας και όπως θα δείξουμε παρακάτω (Σχήμα 7.6), ο NJT καταφέρνει να φέρει σε πέρας λιγότερες πολλαπλές εκπομπές από ότι οι OTREMM και NOTREMM λόγω εξάντλησης της διαθέσιμης ενέργειας. Όταν όλες οι πολλαπλές εκπομπές εκτελούνται κανονικά ο NJT χρησιμοποιεί μεγαλύτερο αριθμό μεταδόσεων h από ότι οι OTREMM και NOTREMM (Σχήμα 7.4b).

Στο Σχήμα 7.5 δείχνουμε την μέση υπολειπόμενη ενέργεια R στους κόμβους του δικτύου στο τέλος της περιόδου εκκένωσης για διάφορες τιμές αρχικής ενέργειας E_0 . Όταν η αρχική ενέργεια είναι υψηλή ($E_0=100$ Joules), η καλύτερη απόδοση επιτυγχάνεται από τον αλγόριθμο OTREMM, ο οποίος ακολουθείται σε κοντινή απόσταση από τους αλγορίθμους NOTREMM και NJT. Είναι σημαντικό να τονιστεί το γεγονός ότι ο αλγόριθμος NOTREMM αποδίδει συγκρίσιμα με τον βέλτιστο αλγόριθμο OTREMM με σημαντικά μικρότερη όμως υπολογιστική πολυπλοκότητα. Ο αλγόριθμος MIP παρουσιάζει και σε αυτήν την περίπτωση τη χειρότερη απόδοση. Παρότι χρησιμοποιεί μεταδόσεις που είναι λιγότερο ενεργοβόρες, συνολικά η ισχύς που καταναλώνεται είναι μεγαλύτερη εξαιτίας του μεγαλύτερου αριθμού μεταδόσεων που εκτελεί (Σχήμα 7.4). Στην περίπτωση που η αρχική ενέργεια είναι χαμηλή ($E_0=5$ Joules), οι αλγόριθμοι MIP και NJT υπολείπονται σαφώς των OTREMM και NOTREMM, καταδεικνύοντας ότι όταν η ενέργεια είναι κρίσιμος παράγοντας

Average number of transmissions h required by each packet
 $E_0=10J$, $q=0.5$

(a)

Average number of transmissions h required by each packet
 $E_0=100J$, $q=0.5$

(b)

Σχήμα 7.4: Ο μέσος αριθμός μεταδόσεων h που απαιτούνται από κάθε πακέτο, για την περίπτωση που $q=0,5$ και η αρχική ενέργεια των κόμβων E_0 είναι (a) 10 Joules και (b) 100 Joules.

λειτουργίας του δικτύου, τα οφέλη από τη χρήση των OTREMM και NOTREMM γίνονται περισσότερο φανερά.

Ο προτεινόμενος OTREMM αλγόριθμος υπερέχει όλων των υπόλοιπων στρατηγικών αναφορικά με τον δείκτη επιτυχίας πολλαπλής εκπομπής p , όπως φαίνεται στο Σχήμα 7.6. Ο δείκτης επιτυχίας των αλγορίθμων MIP και NJT αρχίζει να πέφτει συγκριτικά με τους αντίστοιχους των OTREMM και NOTREMM, ακόμα και για σχετικά μικρά φορτία εισερχόμενης κίνησης. Ο αλγόριθμος MIP καταφέρνει να φέρει σε πέρας σημαντικά μικρότερο αριθμό πολλαπλών εκπομπών από τους OTREMM και NOTREMM, καθώς καταναλώνει μεγαλύτερη ενέργεια όπως ήδη δείξαμε στο Σχήμα 7.5. Όσον αφορά τον NJT αλγόριθμο, αυτός υλοποιεί λιγότερες πολλαπλές εκπομπές από τους OTREMM και NOTREMM, παρότι στην κατανάλωση ενέργειας παρουσιάζει παρεμφερή απόδοση (Σχήμα 7.5), καθώς όπως θα δείξουμε στην επόμενη παράγραφο διαφέρει από αυτούς τους δυο όσον αφορά την κατανομή αυτής της κατανάλωσης στο δίκτυο. Και σε αυτήν την περίπτωση ο NOTREMM επιτυγχάνει πολύ καλή απόδοση που μόνο οριακά υπολείπεται από εκείνη του OTREMM.

Στο Σχήμα 7.7 φαίνονται τα αποτελέσματα για τον τρέχοντα αριθμό κόμβων με εξαντλημένη ενέργεια, σαν συνάρτηση του χρόνου. Όπως φαίνεται, οι αλγόριθμοι OTREMM και NOTREMM όχι μόνο επιτυγχάνουν να έχουν μικρότερο αριθμό κόμβων με εξαντλημένη ενέργεια, αλλά επιπλέον οι χρονικές στιγμές κατά τις οποίες λαμβάνουν χώρα οι εξαντλήσεις αυτές είναι μεταγενέστερες σε σχέση με τους αλγορίθμους MIP και NJT. Στην περίπτωση που η αρχική ενέργεια E_0 είναι 5 Joules, ο NJT αποδίδει λίγο καλύτερα από τον MIP, αλλά οι όποιες διαφορές αμβλύνονται όταν η αρχική ενέργεια E_0 γίνεται 10 Joules. Παρότι κατά μέσο όρο ο NJT καταναλώνει παρόμοια ενέργεια με τους OTREMM και NOTREMM, κατανέμει αυτήν την κατανάλωση λιγότερο ομοιόμορφα στο δίκτυο. Σαν αποτέλεσμα, πολλοί κόμβοι να εξαντλούν τα αποθέματά τους την ώρα που άλλοι έχουν πλούσια αποθέματα. Αυτό εξηγεί τον χαμηλότερο δείκτη επιτυχίας του NJT σε σχέση με τους OTREMM και NOTREMM για τον οποίο μιλήσαμε παραπάνω συζητώντας τα αποτελέσματα του Σχήματος 7.6. Η απόδοση του NOTREMM αλγορίθμου είναι και πάλι σχεδόν ταυτόσημη με αυτήν του βέλτιστου OTREMM αλγορίθμου, επιβεβαιώνοντας ότι ο πρώτος παρουσιάζει το μεγαλύτερο των πλεονεκτημάτων του δεύτερου, με ένα μικρό μέρος όμως της υπολογιστικής πολυπλοκότητάς του.

Το Σχήμα 7.8 απεικονίζει την μέση υπολειπόμενη ενέργεια των κόμβων στο τέλος της εκκένωσης σαν συνάρτηση της πιθανότητας q ένας κόμβος να ανήκει στο σύνολο παραληπτών της πολλαπλής εκπομπής. Ο αλγόριθμος OTREMM δεν φαίνεται να επηρεάζεται ιδιαίτερα από την q , τουλάχιστον για τις μεσαίες και υψηλές τιμές της που δοκιμάσαμε στα πειράματά μας (q μεγαλύτερη από 0,25). Το ίδιο ισχύει και για τον αλγόριθμο NOTREMM, όπου όμως υπάρχει μια σημαντική μείωση της R όταν $q = 0,75$. Οι αλγόριθμοι MIP και NJT φαίνεται να αποδίδουν χειρότερα όσο η πιθανότητα q αυξάνεται, επιτυγχάνοντας μικρότερη μέση υπολειπόμενη ενέργεια από τους υπόλοιπους.

(a)

(b)

Σχήμα 7.5: Η μέση υπολειπόμενη ενέργεια R στο τέλος της εκκένωσης, για την περίπτωση που $q=0.5$ και η αρχική ενέργεια των κόμβων E_0 είναι (a) 5 Joules και (b) 100 Joules.

(a)

(b)

Σχήμα 7.6: Ο δείκτης επιτυχίας πολλαπλής εκπομπής p , για την περίπτωση που $q=0.5$ και η αρχική ενέργεια των κόμβων E_0 είναι (a) 5 Joules και (b) 10 Joules.

(a)

(b)

Σχήμα 7.7: Ο τρέχων αριθμός κόμβων με εξαντλημένα ενεργειακά αποθέματα, για την περίπτωση που $q=0.5$ και η αρχική ενέργεια των κόμβων E_0 είναι (a) 5 Joules και (b) 10 Joules.

Σχήμα 7.8: Η μέση υπολειπόμενη ενέργεια στους κόμβους στο τέλος της εκκένωσης, για την περίπτωση που η αρχική ενέργεια των κόμβων είναι $E_0 = 5$ Joules και $N = 1000$ πακέτα εκκενώνονται από κάθε κόμβο, σαν συνάρτηση της πιθανότητας q ένας κόμβος να ανήκει στο σύνολο παραληπτών των πολλαπλών εκπομπών.

7.6.2 Ολική εκπομπή

Τώρα στρέφουμε την προσοχή μας στην περίπτωση που το σύνολο παραληπτών της εκπομπής περιλαμβάνει όλους τους κόμβους του δικτύου, οπότε μιλάμε για ολική εκπομπή. Οι αλγόριθμοι ολικής εκπομπής αξιολογούνται στα πλαίσια τόσο του μοντέλου εκκένωσης πακέτων, όσο και του ανοικτού ορίζοντα.

7.6.2.1 Μοντέλο εκκένωσης πακέτων

Στο μοντέλο εκκένωσης πακέτων, κάθε κόμβος ξεκινά με δεδομένο ποσό αρχικής ενέργειας και αριθμό πακέτων προς ολική εκπομπή. Μελετάμε την απόδοση των διάφορων αλγορίθμων για ολική εκπομπή μέχρι όλα τα πακέτα να παραδοθούν σε όλους τους προορισμούς ή μέχρι να μην μπορούν να γίνουν άλλες μεταδόσεις εξαιτίας έλλειψης ενεργειακών αποθεμάτων.

Το Σχήμα 7.9 δείχνει τον δείκτη επιτυχίας ολικής εκπομπής για τους αλγορίθμους που συμμετέχουν στα πειράματα. Φανερά, ο αλγόριθμος OTREMM, με τον NOTREMM να υπολείπεται μόνο οριακά, υπερέρχει όλων των άλλων αλγορίθμων. Η απόδοση των αλγορίθμων BIP και BAIP φθίνει ακόμα και για μικρά φορτία εισερχόμενης κίνησης. Μόνο ο MWIA αλγόριθμος καταφέρνει να μείνει κοντά στους OTREMM και NOTREMM. Το χαρακτηριστικό του MWIA που του επιτρέπει αυτήν την σχετικά καλή απόδοση είναι το ότι το κριτήριο που χρησιμοποιεί είναι δυναμικό αφού περιλαμβάνει και την τρέχουσα διαθέσιμη ενέργεια των κόμβων, που αλλάζει με

το χρόνο. Αντίθετα, οι BIP και BAIP δεν αλλάζουν τα μονοπάτια που ακολουθούνται για τις ολικές εκπομπές και για αυτό εξαντλούν γρήγορα τα ενεργειακά αποθέματα των κόμβων που βρίσκονται σε αυτά. Οι αλγόριθμοι OTREMM και NOTREMM κατανέμουν την εισερχόμενη κίνηση πιο ομοιόμορφα στο δίκτυο και με τον τρόπο αυτό οι κόμβοι παραμένουν λειτουργικοί για μεγαλύτερο χρονικό διάστημα. Τα παραπάνω επιβεβαιώνονται και από τα αποτελέσματα σχετικά με τον τρέχοντα αριθμό κόμβων με εξαντλημένη ενέργεια (Σχήμα 7.10).

Ο μεγαλύτερος χρόνος ζωής του δικτύου που επιτυγχάνουν οι αλγόριθμοι OTREMM και NOTREMM σε σχέση με τους υπόλοιπους αλγόριθμους ολικής εκπομπής φαίνεται στο Σχήμα 7.10, όπου αναπαρίσταται ο τρέχων αριθμός κόμβων με εξαντλημένη ενέργεια σαν συνάρτηση του χρόνου. Οι OTREMM και NOTREMM ξεκάθαρα καταλήγουν στο λιγότερο κόμβοι να εξαντλούν τα ενεργειακά τους αποθέματα σε σύγκριση με τους υπόλοιπους αλγορίθμους. Επιπρόσθετα όταν χρησιμοποιούνται οι αλγόριθμοι OTREMM και NOTREMM, αυτοί οι κόμβοι εξαντλούν τα αποθέματά τους αυτά πιο αργά σε σχέση με τους άλλους αλγόριθμους. Κατά τ' άλλα, ο αλγόριθμος BIP παρουσιάζει την χειρότερη απόδοση, ενώ ο MWIA καταφέρνει να κατανείμει την κατανάλωση της ενέργειας ομοιόμορφα σε ένα σύνολο κόμβων και για αυτό όταν οι κόμβοι αυτοί εξαντλήσουν την ενέργειά τους, το κάνουν σχεδόν ταυτόχρονα. Συνολικά, ο αλγόριθμος BAIP αποδίδει καλύτερα από τους MWIA και BIP, αλλά σημαντικά χειρότερα από τους OTREMM και NOTREMM αναφορικά με το χρόνο ζωής του δικτύου.

Τα αποτελέσματα σχετικά με τη συνολική κατανάλωση ενέργειας των αλγορίθμων πολλαπλής εκπομπής φαίνονται στο Σχήμα 7.11, όπου αναπαρίσταται η μέση υπολειπόμενη ενέργεια των κόμβων R στο τέλος του πειράματος. Γενικά, όσο αυξάνεται ο αριθμός των πακέτων που εκπέμπονται ολικά τα ενεργειακά αποθέματα των κόμβων φθίνουν. Στην περίπτωση που η αρχική ενέργεια των κόμβων είναι πεπερασμένη (Σχήμα 7.11(a)), η R σταματά να μειώνεται περαιτέρω όσο ο αριθμός των πακέτων προς ολική εκπομπή ανά κόμβο αυξάνεται πέρα από ένα ορισμένο σημείο (400-600 πακέτα ανά κόμβο, ανάλογα με τον αλγόριθμο). Αυτό συμβαίνει γιατί πέρα από το συγκεκριμένο σημείο, πολλοί κόμβοι έχουν εξαντλήσει την ενέργειά τους με αποτέλεσμα το δίκτυο να έχει χάσει τη συνεκτικότητά του. Έτσι παρά την αύξηση της εισερχόμενης κίνησης δεν μπορούν να γίνουν μεταδόσεις οπότε η κατανάλωση της ενέργειας δεν παρουσιάζει ανάλογη αύξηση. Ο αλγόριθμος BAIP αποδίδει συγκρίσιμα με τους OTREMM και NOTREMM, όταν η αρχική ενέργεια των κόμβων E_0 είναι ίση 100 Joules (Σχήμα 7.11(b)), αλλά στην περίπτωση που η E_0 είναι μικρή (Σχήμα 7.11(a)) η απόδοσή του πέφτει και εξισώνεται με αυτήν των αλγορίθμων BIP και MWIA. Οι αλγόριθμοι OTREMM και NOTREMM αξιοποιούν τα ενεργειακά αποθέματα των κόμβων πιο αποδοτικά, σε σύγκριση με τους άλλους αλγόριθμους, οδηγώντας σε μεγαλύτερη R στο τέλος της περιόδου εκκένωσης. Παρότι ο OTREMM αλγόριθμος επιλέγει το βέλτιστο ενεργο-αποδοτικό πρόγραμμα ολικής εκπομπής, ο NOTREMM καταφέρνει και επιτυγχάνει συγκρίσιμα αποτελέσματα. Αυτό ενισχύει την πεποίθησή μας ότι ο αλγόριθμος NOTREMM μπορεί στην πράξη να είναι προτιμότερος του OTREMM, αφού επιτυγχάνει το μεγαλύτερο μέρος από τα οφέλη του βέλτιστου αλγορίθμου με πολύ μικρότερο υπολογιστικό κόστος.

(a)

(b)

Σχήμα 7.9: Ο δείκτης επιτυχίας όταν η αρχική ενέργεια των κόμβων E_0 είναι (a) 5 Joules και (b) 10 Joules.

(a)

(b)

Σχήμα 7.10: Ο τρέχων αριθμός κόμβων με εξαντλημένη ενέργεια όταν η αρχική ενέργεια των κόμβων E_0 είναι (a) 5 Joules και (b) 10 Joules.

(a)

(b)

Σχήμα 7.11: Η μέση υπολειπόμενη ενέργεια όταν η αρχική ενέργεια των κόμβων E_0 είναι (a) 5 Joules και (b) 100 Joules.

Ο μέσος αριθμός μεταδόσεων h που απαιτούνται για την ολική εκπομπή φαίνεται στο Σχήμα 7.12. Ο OTREMM υπερέρχει όλων των υπόλοιπων αλγορίθμων, με τον NOTREMM να επιτυγχάνει λίγο μεγαλύτερο h . Ο αλγόριθμος BAIP επίσης φαίνεται να αποδίδει παρόμοια ή και καλύτερα για μικρή αρχική ενέργεια σε σχέση με τους OTREMM and NOTREMM, αλλά αυτό είναι παραπλανητικό αφού ο BAIP δεν εκτελεί τον ίδιο αριθμό ολικών εκπομπών με τους άλλους δυο (βλ. Σχήμα 7.9).

7.6.2.2 Μοντέλο ανοικτού ορίζοντα

Στο μοντέλο ανοικτού ορίζοντα, οι στρατηγικές ολικής εκπομπής αξιολογούνται υποθέτοντας ότι πακέτα και ενέργεια δημιουργούνται σε συνέχ ρυθμό στους κόμβους. Ο χρόνος είναι χωρισμένος σε γύρους, στην αρχή καθενός από τους οποίους η ενέργεια των κόμβων αποκαθίσταται σε μια δεδομένη τιμή ενώ ένας σταθερός αριθμός πακέτων προς ολική εκπομπή δημιουργείται σε κάθε κόμβο. Ένας γύρος τελειώνει όταν η διαθέσιμη ενέργεια των μισών τουλάχιστον κόμβων πέσει κάτω από ένα συγκεκριμένο όριο. Τα πακέτα που δεν ολοκληρώνουν με επιτυχία την ολική τους εκπομπή σε έναν γύρο, συνεχίζουν από το σημείο που σταμάτησαν (π.χ. έναν κόμβο με ενέργεια κάτω από το όριο ασφάλειας) στον επόμενο (-ους) γύρο (-ους). Η διαδοχή των γύρων συνεχίζεται μέχρι το δίκτυο να φτάσει σε κατάσταση σταθερής λειτουργίας (steady-state), ή μέχρι να καταστεί μη-λειτουργικό. Αξιολογούμε τους αλγορίθμους με το δείκτη επιτυχίας της ολικής εκπομπής p και την μέση καθυστέρηση ολικής εκπομπής D σαν μετρικές απόδοσης.

Το Σχήμα 7.13 δείχνει τον δείκτη επιτυχίας ολικής εκπομπής p σε κάθε γύρο για την περίπτωση που 23 πακέτα προς ολική εκπομπή δημιουργούνται σε κάθε κόμβο ανά γύρο. Ο δείκτης επιτυχίας p σταθεροποιείται μετά από αρκετούς γύρους, με τους αλγόριθμους OTREMM και NOTREMM να επιτυγχάνουν την καλύτερη απόδοση.

Στο Σχήμα 7.14 φαίνεται η μέση καθυστέρηση ολικής εκπομπής D , με μονάδα μέτρησης το χρόνο που απαιτείται για τη μετάδοση ενός πακέτου, για το ίδιο σενάριο εισερχόμενης κίνησης με παραπάνω. Παρατηρούμε ότι όταν χρησιμοποιούνται οι αλγόριθμοι BIP, MWIA και BAIP, η καθυστέρηση D αυξάνει όσο οι γύροι προχωρούν, παίρνοντας τιμές που αντιστοιχούν σε πρακτικά άπειρη καθυστέρηση. Με άλλα λόγια η εισαγωγή $N = 23$ πακέτων σε κάθε κόμβο ανά γύρο όταν το δίκτυο λειτουργεί με αυτούς τους αλγορίθμους οδηγεί το δίκτυο σε ασταθή λειτουργία. Αυτό δείχνει ότι η μέγιστη ρυθμοαπόδοση ολικής εκπομπής είναι μικρότερη από τον ρυθμό αυτό. Από την άλλη, οι αλγόριθμοι OTREMM και NOTREMM επιτυγχάνουν κατάσταση σταθερής λειτουργίας για το δίκτυο με πολύ μικρότερες τιμές για την καθυστέρηση D , δείχνοντας ότι αυτός ο ρυθμός εισαγωγής πακέτων μπορεί να υποστηριχθεί από το δίκτυο κάτω από τη δική τους λειτουργία.

Το Σχήμα 7.15 παρουσιάζει τον δείκτη επιτυχίας ολικής εκπομπής p στην κατάσταση σταθερής λειτουργίας, ως προς τον αριθμό N των πακέτων που εισέρχονται σε κάθε κόμβο προς ολική εκπομπή σε κάθε κόμβο ανά γύρο. Βλέπουμε ότι ακόμα για μικρά φορτία εισερχόμενης κίνησης σε κάθε γύρο, οι αλγόριθμοι BIP, MWIA και BAIP δεν καταφέρνουν να εκτελέσουν με επιτυχία ολική εκπομπή για όλα τα πακέτα. Πιο συγκεκριμένα, ο BIP αλγόριθμος επιτυγχάνει σταθερή λειτουργία για φορτία

(a)

(b)

Σχήμα 7.12: Ο μέσος αριθμός μεταδόσεων h που απαιτούνται για την ολική εκπομπή όταν η αρχική ενέργεια των κόμβων E_0 είναι (a) 5 Joules και (b) 100 Joules.

Σχήμα 7.13: Ο δείκτης επιτυχίας ολικής εκπομπής p σε κάθε γύρο όταν $N = 23$ πακέτα δημιουργούνται σε κάθε κόμβο ανά γύρο.

Σχήμα 7.14: Η μέση καθυστέρηση ολικής εκπομπής D , με μονάδα μέτρησης το χρόνο που απαιτείται για τη μετάδοση ενός πακέτου, σε κάθε γύρο όταν $N = 23$ πακέτα δημιουργούνται σε κάθε κόμβο ανά γύρο.

μέχρι 15 πακέτα σε κάθε κόμβο ανά γύρο και ο BAIP για φορτία μέχρι 17 πακέτα σε κάθε κόμβο ανά γύρο. Ο MWIA αλγόριθμος αποδίδει κατά τι καλύτερα, μένοντας σε σταθερή κατάσταση λειτουργίας όταν δημιουργούνται μέχρι και 19 πακέτα σε κάθε κόμβο ανά γύρο. Οι αλγόριθμοι OTREMM και NOTREMM παρουσιάζουν τη μεγαλύτερη περιοχή σταθερής λειτουργίας αφού μπορούν να εξυπηρετήσουν επιτυχώς την εισερχόμενη κίνηση όταν δημιουργούνται μέχρι και 21 πακέτα σε κάθε κόμβο ανά γύρο. Λαμβάνοντας υπόψη ενεργειακά σχετιζόμενες παραμέτρους και διοχετεύοντας την κίνηση σε πολλαπλά ενεργο-αποδοτικά μονοπάτια, τόσο ο OTREMM όσο και ο NOTREMM κατανέμουν την κατανάλωση ενέργειας πιο ισόρροπα και αυξάνουν τον όγκο της κίνησης προς ολική εκπομπή η οποία μπορεί να εξυπηρετηθεί επιτυχώς. Ο αλγόριθμος NOTREMM αποδίδει συγκρίσιμα με τον OTREMM, και μόνο για τα πιο μεγάλα φορτία εισερχόμενης κίνησης ο δείκτης επιτυχίας του p πέφτει σημαντικά σε σχέση με αυτόν του βέλτιστου αλγορίθμου. Αυτό είναι ένα σημαντικό συμπέρασμα δεδομένου του μεγάλου κέρδους σε υπολογιστικό κόστος που προκύπτει από τη χρήση του NOTREMM αλγορίθμου αντί του OTREMM.

Στο Σχήμα 7.16 φαίνεται η μέση καθυστέρηση ολικής εκπομπής D , με μονάδα μέτρησης το χρόνο που απαιτείται για τη μετάδοση ενός πακέτου, στην κατάσταση σταθερής λειτουργίας ως προς τον αριθμό των πακέτων N προς ολική εκπομπή που δημιουργούνται σε κάθε κόμβο ανά γύρο. Εδώ να υπενθυμίσουμε ότι η καθυστέρηση ολικής εκπομπής D περιλαμβάνει την καθυστέρηση που έχει υποστεί ένα πακέτο μέχρι να παραδοθεί τελικά σε όλους τους προορισμούς του κατά τη διάρκεια όλων των γύρων που έχουν μεσολαβήσει από τότε που δημιουργήθηκε μέχρι την στιγμή που έφτασε στον τελευταίο προορισμό. Όπως φαίνεται στο Σχήμα 7.16, η γραφικές παραστάσεις της καθυστέρησης ως προς την εισερχόμενη κίνηση των αλγορίθμων BIP, MWIA και BAIP είναι πάνω από τις αντίστοιχες των OTREMM και NOTREMM. Καθώς τα πακέτα των οποίων η ολική εκπομπή δεν ολοκληρώνεται σε ένα γύρο γεμίζουν τις ουρές των κόμβων και προκαλούν συμφόρηση στο δίκτυο, η καθυστέρηση D των αλγορίθμων BIP, MWIA και BAIP γρήγορα παίρνει πολύ μεγάλες τιμές. Φυσικά όταν η εισερχόμενη κίνηση ξεπερνά το μέγιστο επιτρεπόμενο όριο για σταθερή λειτουργία κάθε αλγορίθμου, πάλι η καθυστέρηση D που προκύπτει είναι πρακτικά άπειρη και ο δείκτης επιτυχίας p αρχίζει να πέφτει. Οι αλγόριθμοι OTREMM και NOTREMM επιτυγχάνουν μικρότερη D και παραμένουν σε σταθερή κατάσταση λειτουργίας για μεγαλύτερα φορτία εισερχόμενης κίνησης από ότι οι υπόλοιποι αλγόριθμοι που μετέχουν στα πειράματά μας. Πάλι, ο NOTREMM αλγόριθμος καταφέρνει να έχει παρόμοια απόδοση με τον βέλτιστο OTREMM αλγόριθμο και μόνο στο τέλος αρχίζει να χάνει έδαφος.

7.7 Συμπεράσματα

Στο Κεφάλαιο αυτό μελετήσαμε το πρόβλημα της ενεργο-αποδοτικής πολλαπλής και ολικής εκπομπής σε ασύρματα αδόμητα δίκτυα και προτείναμε έναν βέλτιστο (OTREMM) και έναν προσεγγιστικά βέλτιστο (NOTREMM) αλγόριθμο, βασισμένους στη λογική των πολλαπλών κοστών. Ο αλγόριθμος OTREMM

Σχήμα 7.15: Ο δείκτης επιτυχίας ολικής εκπομπής p στην κατάσταση σταθερής λειτουργίας ως προς τον αριθμό πακέτων N προς ολική εκπομπή που δημιουργούνται σε κάθε κόμβο ανά γύρο.

Σχήμα 7.16: Η μέση καθυστέρηση ολικής εκπομπής D στην κατάσταση σταθερής λειτουργίας ως προς τον αριθμό πακέτων N προς ολική εκπομπή που δημιουργούνται σε κάθε κόμβο ανά γύρο.

είναι βέλτιστος υπο την έννοια ότι μπορεί να βελτιστοποιήσει οποιαδήποτε συνάρτηση της συνολικής ισχύος μετάδοσης που καταναλώνεται για μια εκπομπή και της ελάχιστης τρέχουσας διαθέσιμης ενέργειας των κόμβων, αρκεί αυτή η συνάρτηση βελτιστοποίησης να είναι μονότονη ως προς τις δυο αυτές παραμέτρους. Αξιολογήσαμε την απόδοση των προτεινόμενων αλγορίθμων σε σύγκριση με καθιερωμένες στρατηγικές της σχετικής βιβλιογραφίας. Τα αποτελέσματα δείχνουν ότι οι αλγόριθμοι με πολλαπλά κόστη που προτείνουμε υπερέχουν των υπόλοιπων, καταναλώνοντας λιγότερη ενέργεια και εκτελώντας επιτυχώς περισσότερες εκπομπές στα πλαίσια τόσο του μοντέλου εκκένωσης πακέτων όσο και του μοντέλου ανοικτού ορίζοντα. Ένα ενδιαφέρον συμπέρασμα που προκύπτει από τη μελέτη μας, είναι ότι ο προσεγγιστικά βέλτιστος αλγόριθμος, NOTREMM, παρουσιάζει παρόμοια απόδοση με τον βέλτιστο OTREMM, έχοντας την ίδια στιγμή σημαντικά μικρότερο χρόνο εκτέλεσης, κάτι που δείχνει ότι το επιπλέον υπολογιστικό κόστος του βέλτιστου αλγορίθμου δεν δικαιολογείται από αντίστοιχα κέρδη στην απόδοσή του.

Βιβλιογραφία

- [1] *ISO/TC97/SC16 draft international standard 7498*, 1982. [25](#), [52](#)
- [2] S. Agarwal, S.V. Krishnamurthy, R.H. Katz, and S.K. Dao, *Distributed power control in ad-hoc wireless networks*, In Proceedings of PIMRC, 2001, pp. 59–66. [66](#)
- [3] R.K. Ahuja, *Minimum cost-reliability ratio path problem*, Computer Operations Research **15** (1988), 83–89. [13](#)
- [4] S. Athanassopoulos, I. Caragiannis, C. Kaklamanis, and P. Kanellopoulos, *Experimental comparison of algorithms for energy-efficient multicasting in ad hoc networks*, vol. 3158, 2004, Cited By (since 1996): 9. [102](#)
- [5] F.M. auf der Heide, C. Schindelhauer, K. Volbert, and M. Grunewald, *Congestion, dilation, and energy in radio networks*, Theor. Comp. Sys. **37** (2004), no. 3, 343–370. [27](#)
- [6] H. Badis and K. Al Agha, *Quality of service for ad hoc optimized link state routing protocol (qolsr)*, draft-badis-manet-qolsr-03.txt (2006). [13](#)
- [7] S. Banerjee and A. Misra, *Minimum energy paths for reliable communication in multi-hop wireless networks*, Proceedings of the 3rd ACM international symposium on Mobile ad hoc networking & computing, MobiHoc (New York, NY, USA), ACM, 2002, pp. 146–156. [28](#)
- [8] D. Bertsekas and R. Gallager, *Data networks*, Prentice-Hall, Inc., Upper Saddle River, NJ, USA, 1987. [5](#), [11](#), [53](#)
- [9] M. Burkhart, P. von Rickenbach, R. Wattenhofer, and A. Zollinger, *Does topology control reduce interference?*, Proceedings of the 5th ACM international symposium on Mobile ad hoc networking and computing, MobiHoc (New York, NY, USA), ACM, 2004, pp. 9–19. [27](#), [69](#)
- [10] J. Cartigny, D. Simplot, and I. Stojmenovic, *Localized minimum-energy broadcasting in ad-hoc networks*, Proc. IEEE Infocom 2003 (San Francisco, USA), 2003. [104](#)
- [11] V.G. Cerf and R.E. Icahn, *A protocol for packet network intercommunication*, SIGCOMM Comput. Commun. Rev. **35** (2005), no. 2, 71–82. [25](#)
- [12] J.-H. Chang and L. Tassiulas, *Energy conserving routing in wireless ad-hoc networks*, INFOCOM, 2000, pp. 22–31. [28](#), [66](#)
- [13] ———, *Maximum lifetime routing in wireless sensor networks*, IEEE/ACM Transactions on Networking **12** (2004), no. 4, 609–619. [28](#)

- [14] Y.-C. Chang and L.-H. Hsu, *On minimal cost-reliability ratio spanning trees and related problems*, Operations Research Letters **19** (1996), 65–69. [13](#)
- [15] S. Chen and K. Nahrstedt, *On finding multi-constrained paths*, IEEE International Conference on Communications, ICC, 1998, pp. 874–879. [13](#)
- [16] ———, *Distributed quality-of-service routing in ad hoc networks*, IEEE Journal on Selected Areas in Communications **17** (1999), no. 8, 1488–1505. [13](#)
- [17] Y. L. Chen and Y. H. Chin, *The quickest path problem*, Computer Operations Research **17** (1990), no. 2, 153–161. [13](#)
- [18] M. X. Cheng, J. Sun, M. Min, Y. Li, and W. Wu, *Energy-efficient broadcast and multicast routing in multihop ad hoc wireless networks*, Wireless Communications and Mobile Computing **6** (2006), no. 2, 213–223, Cited By (since 1996): 3. [103](#), [111](#)
- [19] D.S.J. De Couto, D. Aguayo, J. Bicket, and R. Morris, *A high-throughput path metric for multi-hop wireless routing*, Proceedings of the 9th Annual International Conference on Mobile Computing and Networking, MobiCom, ACM, 2003, pp. 134–146. [27](#)
- [20] A. K. Das, R. J. Marks, M. El-Sharkawi, P. Arabshahi, and A. Gray, *r-shrink: A heuristic for improving minimum power broadcast trees in wireless networks*, vol. 1, 2003, Cited By (since 1996): 3, pp. 523–527. [104](#)
- [21] E.W. Dijkstra, *A note on two problems in connexion with graphs.*, Numerische Mathematik **1** (1959), 269–271. [16](#), [103](#)
- [22] R. Dube, C.D. Rais, K.-Y. Wang, and S.K. Tripathi, *Signal stability based adaptive routing (ssa) for ad hoc mobile networks*, IEEE Personal Communications **4** (1997), 36–45. [27](#)
- [23] V. Gkamas and E. Varvarigos, *A slow start power control mac protocol for mobile ad hoc networks*, IEEE International Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications (PIMRC), September 2006, pp. 1–6. [66](#), [70](#)
- [24] A. J. Goldsmith and S. B. Wicker, *Design challenges for energy-constrained ad hoc wireless networks*, IEEE Wireless Communications **9** (2002), no. 4, 8–27, Cited By (since 1996): 254. [50](#)
- [25] S. Guo and O. W. W. Yang, *Energy-aware multicasting in wireless ad hoc networks: A survey and discussion*, Comput. Commun. **30** (2007), no. 9, 2129–2148. [102](#)
- [26] N. Gupta and S.R. Das, *Energy-aware on-demand routing for mobile ad hoc networks*, Proceedings of the 4th International Workshop on Distributed Computing, Mobile and Wireless Computing, IWDC (London, UK), Springer-Verlag, 2002, pp. 164–173. [28](#), [50](#)

- [27] P. Gupta and P. Kumar, *Capacity of wireless networks*, Tech. report, 1999. 4
- [28] P. Gupta and P.R. Kumar, *The capacity of wireless networks*, IEEE Transactions on Information Theory **46** (2000), 388–404. 50
- [29] F.J. Gutierrez, E. Varvarigos, and S. Vassiliadis, *Multi-cost routing in max-min fair share networks*, Proceedings. Vol. 2. 38th Annual Allerton Conference on Communication, Control and Computing, October 2000, pp. 1294–1304. 5, 12, 16, 28, 56, 67, 81, 101, 105
- [30] S. Gwalani, E.M. Belding-Royer, and C.E. Perkins, *Aodv-pa: Aodv with path accumulation*, IEEE International Conference on Communications, 2003, pp. 527–531. 80
- [31] Z.J. Haas and J. Deng, *Dual busy tone multiple access (dbtma): A new medium access control for packet radio networks*, IEEE Transactions on Communications, 1998, pp. 975–985. 52
- [32] P. Hansen, *Bicriterion path problems*, Springer-Verlag, Berlin, 1980, pp. 109–127. 12
- [33] ———, *A bicriterion shortest path algorithm*, European Journal of Operational Research **11** (1982), 399–404. 12
- [34] X. Huang and Y. Fang, *Multiconstrained qos multipath routing in wireless sensor networks*, Wireless Networks **14** (2008), no. 4, 465–478. 13, 81
- [35] N. Hundewale, S. Jung, and A. Zelikovsky, *Energy efficient node caching and load balancing enhancement of reactive ad hoc routing protocols*, Journal of Universal Computer Science **13** (2007), no. 1, 110–132. 81
- [36] Y.-C. Hung and G.-H. Chen, *On the quickest path problem*, ICCI, 1991, pp. 44–46. 13
- [37] F. Ingelrest and D. Simplot-Ryl, *Localized broadcast incremental power protocol for wireless ad hoc networks*, Wireless Networks **14** (2008), no. 3, 309–319. 104
- [38] D.B. Johnson and D.A. Maltz, *Dynamic source routing in ad hoc wireless networks*, Mobile Computing, Kluwer Academic Publishers, 1996, pp. 153–181. 26, 27, 79, 82, 86
- [39] I. Kang and R. Poovendran, *Broadcast with heterogeneous node capability [wireless ad hoc or sensor networks]*, Global Telecommunications Conference, 2004. GLOBECOM '04. IEEE **6** (2004), 4114–4119 Vol.6. 104
- [40] ———, *A novel power-efficient broadcast routing algorithm exploiting broadcast efficiency*, Vehicular Technology Conference, 2003. VTC 2003-Fall. 2003 IEEE 58th **5** (6-9 Oct. 2003), 2926–2930 Vol.5. 103, 112

- [41] A. Kansal and M. Srivastava, *An environmental energy harvesting framework for sensor networks*, Tech. report, 2003. 52
- [42] N. Karagiorgas, P. Kokkinos, C. Papageorgiou, and E. Varvarigos, *Multicost routing in wireless ad-hoc networks with variable transmission power*, IEEE 18th International Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications, PIMRC, 2007, pp. 1–5. 66, 79, 81, 82, 101
- [43] ———, *Joint multi-cost routing and power control in wireless ad-hoc networks*, submitted (2008). 66
- [44] P. Kokkinos, C. Papageorgiou, and E. Varvarigos, *Energy aware routing in wireless ad hoc networks*, Proceedings of the IEEE International Conference on a World of Wireless, Mobile, and Multimedia Networks (WoWMoM), 2005. 27, 66, 79, 81, 82, 101
- [45] T. Korkmaz and ο'Ωλ. Krunz, *Multi-constrained optimal path selection*, Proceedings of the IEEE 20th Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies, INFOCOM. 2 (2001), 834–843. 13
- [46] D. Li, X. Jia, and H. Liu, *Energy efficient broadcast routing in static ad hoc wireless networks*, IEEE Transactions on Mobile Computing 3 (2004), no. 2, 144–151, Cited By (since 1996): 21. 103, 112
- [47] Deying Li, Qin Liu, Xiaodong Hu, and Xiaohua Jia, *Energy efficient multicast routing in ad hoc wireless networks*, Comput. Commun. 30 (2007), no. 18, 3746–3756. 103, 111
- [48] F. Li and I. Nikolaidis, *On minimum-energy broadcasting in all-wireless networks*, 2001, Cited By (since 1996): 15, pp. 193–202. 104
- [49] J. Li, C. Blake, D.S.J. De Couto, I. Lee, and R. Morris, *Capacity of ad hoc wireless networks*, In Proceedings of the 7th ACM International Conference on Mobile Computing and Networking, 2001, pp. 61–69. 50
- [50] X. Li and L. Cuthbert, *Node-disjointness-based multipath routing for mobile ad hoc networks*, Proceedings of the 1st ACM International Workshop on Performance Evaluation of Wireless Ad hoc, Sensor, and Ubiquitous Networks, 2004, pp. 23–29. 80
- [51] X. Li, W. Zi-wen, and Z. Bao-yu, *TPBDSR: a new dsr-based energy saving routing in manet*, International Conference on Computer Networks and Mobile Computing, 2003, pp. 470–473. 80
- [52] X.S. Li, J.W. Demmel, D.H. Bailey, G. Henry, Y. Hida, J. Iskandar, W. Kahan, A. Kapur, M. C. Martin, T. Tung, and D. J. Yoo, *Design, implementation and testing of extended and mixed precision BLAS*, ACM Transactions on Mathematical Software (2002). 104

- [53] Q. Liang and T. Kunz, *Increasing packet delivery ratio in DSR by link prediction*, Proceedings of the 36th Annual Hawaii International Conference on System Sciences, 2003. 80
- [54] W. Liang, *Constructing minimum-energy broadcast trees in wireless ad hoc networks*, MobiHoc '02: Proc. of the 3rd ACM int'l symp. on Mobile ad hoc networking & computing, ACM, 2002, pp. 112–122. 102
- [55] L. Liu and G. Feng, *Simulated annealing based multi-constrained qos routing in mobile ad hoc networks*, Wireless Personal Communications 41 (2007), no. 3, 393–405. 13
- [56] R. Manohar and A. Scaglione, *Power optimal routing in wireless networks*, IEEE International Conference on Communications, ICC, May 2003. 28
- [57] E.Q.V. Martins, *An algorithm to determine a path with minimal cost/capacity ratio*, Discrete Applied Mathematics 8 (1984), 189–194. 13
- [58] A. Michail and A. Ephremides, *Energy-efficient routing for connection-oriented traffic in wireless ad-hoc networks*, Mobile Networks Applications 8 (2003), no. 5, 517–533. 28
- [59] P. Van Mieghem and F.A. Kuipers, *On the complexity of qos routing*, Computer Communications 26 (2003), 376–387(12). 13
- [60] ———, *Concepts of exact qos routing algorithms*, IEEE/ACM Transactions on Networking 12 (2004), no. 5, 851–864. 13
- [61] M. Nácher, C.T. Calafate, J.-C. Cano, and P. Manzoni, *Comparing tcp and udp performance in MANETs using multipath enhanced versions of DSR and DYMO*, Proceedings of the 4th ACM Workshop on Performance Evaluation of Wireless Ad hoc, Sensor, and Ubiquitous Networks, 2007, pp. 39–45. 80
- [62] *Network simulator*, <http://www.isi.edu/nsnam/>. 32, 57, 70, 86, 111
- [63] C. Papageorgiou, P. Kokkinos, and E. Varvarigos, *Multicast routing over an infinite time horizon in energy and capacity constrained wireless ad-hoc networks*, Proceedings Euro-Par, 2006, pp. 931–940. 51, 66, 79, 81, 82, 101
- [64] ———, *Energy-efficient multicast and broadcast communication in wireless networks with fixed transmission power*, submitted (2008). 102
- [65] ———, *Implementing distributed multicast routing in mobile ad hoc networks using DSR*, 6-th ACM International Workshop on Mobility Management and Wireless Access, MobiWac, 2008. 80, 101
- [66] ———, *Multi-cost routing for energy and capacity constrained ad-hoc networks*, submitted (2008). 27, 51, 66

- [67] ———, *Energy-efficient broadcasting in wireless networks with fixed node transmission power*, submitted, 2009. 102
- [68] ———, *Energy-efficient multicasting in wireless networks with fixed node transmission power*, submitted, 2009. 102
- [69] V.D. Park and M.S. Corson, *A highly adaptive distributed routing algorithm for mobile wireless networks*, 1997, pp. 1405–1413. 26
- [70] C. Perkins and E. Royer, *Ad-hoc on-demand distance vector routing*, 1999, pp. 90–100. 26, 27
- [71] C. Perkins, E. Royer, and S. Das, *Quality of service in ad-hoc on-demand distance vector routing*, draft-perkins-manet-aodvqos-00.txt (2000). 13
- [72] C.E. Perkins and P. Bhagwat, *Highly dynamic destination-sequenced distance-vector routing (dsdv) for mobile computers*, 1994, pp. 234–244. 26, 27
- [73] R. C. Prim, *Shortest connection networks and some generalizations*, The Bell System Technical Journal **3** (1957), 1389–1401. 103
- [74] M. Rahimi, H. Shah, G. Sukhatme, J. Heidemann, and D. Estrin, *Energy harvesting in mobile sensor networks*, Proceedings of the IEEE International Conference on Robotics and Automation (Taipai, Taiwan), May 2003. 28
- [75] R. Ramanathan and R. Hain, *Topology control of multihop wireless networks using transmit power adjustment*, INFOCOM, 2000, pp. 404–413. 66
- [76] V. Rodoplu and T.H. Meng, *Minimum energy mobile wireless networks*, IEEE Journal on Selected Areas in Communications **17** (1999), 1333–1344. 28
- [77] J.B. Rosen, S.-Z. Sun, and G.-L. Xue, *Algorithms for the quickest path problem and the enumeration of quickest paths*, Computer Operations Research **18** (1991), no. 6, 579–584. 13
- [78] K. Sanzgiri and E.M. Belding-Royer, *Leveraging mobility to improve quality of service in mobile networks*, International Conference on Mobile and Ubiquitous Systems: Computing, Networking and Services, 2004, pp. 128–137. 80
- [79] K. Scott and N. Bambos, *Routing and channel assignment for low power transmission in pcs*, vol. 2, 1996, pp. 498–502. 28
- [80] R. Shah and J. Rabaey, *Energy aware routing for low energy ad hoc sensor networks*, WCNC, 2002. 28
- [81] S. Singh, M. Woo, and C. S. Raghavendra, *Power-aware routing in mobile ad hoc networks*, Proceedings of the 4th annual ACM/IEEE international conference on Mobile computing and networking, MobiCom (New York, NY, USA), ACM, 1998, pp. 181–190. 28

- [82] C.-K. Toh, *Maximum battery life routing to support ubiquitous mobile computing in wireless ad hoc networks*, IEEE Communications Magazine **39** (2001), no. 6, 138–147. [28](#)
- [83] C.-K. Toh, H. Cobb, and D.A. Scott, *Performance evaluation of battery-life-aware routing schemes for wireless ad hoc networks*, IEEE International Conference on Communications, ICC **9** (2001), 2824–2829. [28](#)
- [84] M. Čagalj, J.-P. Hubaux, and C. Enz, *Minimum-energy broadcast in all-wireless networks: Np-completeness and distribution issues*, MobiCom '02: Proc. of the 8th ann. int'l conf. on Mobile computing and networking (New York, NY, USA), ACM, 2002, pp. 172–182. [102](#), [104](#)
- [85] P. . Wan, G. Calinescu, X. . Li, and O. Frieder, *Minimum-energy broadcast routing in static ad hoc wireless networks*, vol. 2, 2001, Cited By (since 1996): 61, pp. 1162–1171. [103](#), [112](#)
- [86] Z. Wang and J. Crowcroft, *Quality-of-service routing for supporting multimedia applications*, Journal of Selected Areas in Communications **14** (1996), no. 7, 1228–1234. [13](#)
- [87] ———, *Quality-of-service routing for supporting multimedia applications*, Journal of Selected Areas in Communications **14** (1996), no. 7, 1228–1234. [29](#), [70](#), [81](#)
- [88] X. Wei, G. Chen, Y. Wan, and F. Mtenzi, *Optimized priority based energy efficient routing algorithm for mobile ad hoc networks*, vol. 2, 2004, pp. 231–239. [80](#)
- [89] J.E. Wieselthier, G.D. Nguyen, and A. Ephremides, *On the construction of energy-efficient broadcast and multicast trees in wireless networks*, vol. 2, 2000, Cited By (since 1996): 259, pp. 585–594. [103](#), [104](#), [111](#)
- [90] J.L. Wong, G. Veltri, and M. Potkonjak, *Energy-efficient data multicast in multi-hop wireless networks*, Proceedings IEEE Workshop on Integrated Management of Power Aware Communications, Computing and Networking, 2002. [25](#)
- [91] S. Yi, Y. Pei, and S. Kalyanaraman, *On the capacity improvement of ad hoc wireless networks using directional antennas*, MobiHoc '03: Proceedings of the 4th ACM international symposium on Mobile ad hoc networking & computing, ACM Press, 2003, pp. 108–116. [4](#)
- [92] M. Younis, M. Youssef, and K. Arisha, *Energy-aware management for cluster-based sensor networks*, Computer Networks **43** (2003), no. 5, 649–668. [28](#)
- [93] X. Yuan and X. Liu, *Heuristic algorithms for multi-constrained quality of service routing*, Proceedings of the IEEE 20th Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies, INFOCOM. **2** (2001), 844–853. [13](#)

- [94] X. Zhong, S. Mei, Y. Wang, and J. Wang, *Stable enhancement for AODV routing protocol*, 14th IEEE Proceedings on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications, PIMRC, 2003. 81