

Πανεπιστήμιο Θεσσαλίας

Τμήμα Μηχανικών Ηλεκτρονικών Υπολογιστών,
Τηλεπικοινωνιών και Δικτύων

ΔΙΠΛΩΜΑΤΙΚΗ ΕΡΓΑΣΙΑ

“Συνδυασμένη σχεδίαση αλγορίθμων δρομολόγησης,
χρονοδρομολόγησης και ελέγχου ισχύος για ασύρματα
αδόμητα δίκτυα”

Δημήτριος Μπατζογιάννης

A.M. 1700051

Επιτροπή:

κ. Ιορδάνης Κουτσόπουλος

κ. Λέανδρος Τασιούλας

Βόλος, Οκτώβριος 2005



**ΠΑΝΕΠΙΣΤΗΜΙΟ ΘΕΣΣΑΛΙΑΣ
ΥΠΗΡΕΣΙΑ ΒΙΒΛΙΟΘΗΚΗΣ & ΠΛΗΡΟΦΟΡΗΣΗΣ
ΕΙΔΙΚΗ ΣΥΛΛΟΓΗ «ΓΚΡΙΖΑ ΒΙΒΛΙΟΓΡΑΦΙΑ»**

Αριθ. Εισ.: 3417/1
Ημερ. Εισ.: 22-05-2006
Δωρεά: Συγγραφέα
Ταξιθετικός Κωδικός: ΠΤ- ΜΗΥΤΔ
2005
ΜΠΑ

Ευχαριστίες

Για την επιτυχημένη ολοκλήρωση της διπλωματικής μου διατριβής συνέβαλλαν πολλοί άνθρωποι. Θα ήθελα να ευχαριστήσω τον καθηγητή μου κ. Ιορδάνη Κουτσόπουλο για τον πολύτιμο χρόνο που αφιέρωσε μαζί μου. Οι συμβουλές του ήταν πολύ σημαντικές στην ολοκλήρωση του συγκεκριμένου έργου και χωρίς την βοήθειά του θα ήταν αδύνατη η ολοκλήρωσή του. Επίσης θα ήθελα να τον ευχαριστήσω και για τις κατευθυντήριες γραμμές που μου έδωσε όσον αφορά την συνέχεια των σπουδών μου.

Επίσης θα ήθελα να ευχαριστήσω τους καθηγητές που με βοήθησαν όλα αυτά τα χρόνια.

Τέλος θα ήθελα να ευχαριστήσω την οικογένειά μου για την στήριξη που με πρόσφερε όλα αυτά τα χρόνια. Ελπίζω να ανταποκριθώ στις απαιτήσεις των ανθρώπων που με βοήθησαν και με στήριξαν όλα αυτά τα χρόνια.

Σας ευχαριστώ όλους

Δημήτριος Μπατζογιάννης

Περίληψη

Η ανάπτυξη των ασύρματων αδόμητων δικτύων (ad-hoc networks) τα τελευταία ήταν ραγδαία. Ο αριθμός των εφαρμογών στις οποίες μπορούμε να εφαρμόσουμε την τεχνολογία των αδόμητων δικτύων είναι αρκετά μεγάλος. Το πρώτο πράγμα που πρέπει να εξεταστεί πάνω στην συγκεκριμένη κατηγορία δικτύων είναι τα προβλήματα που αντιμετωπίζουμε εδώ και ο τρόπος επίλυσής τους. Φυσικά πολλά από αυτά τα προβλήματα δεν έχουν ακόμα επιλυθεί.

Το κύριο πρόβλημα που έχουμε να αντιμετωπίσουμε σε ένα αδόμητο δίκτυο είναι η διάρκεια ζωής του ίδιου του δικτύου. Οι κινητοί χρήστες του δικτύου λειτουργούν με την χρήση συσσωρευτών (μπαταρίες) πεπερασμένης διάρκειας ζωής. Από την στιγμή που κάποιος συσσωρευτής εξαντληθεί παύει να υπάρχει και ο χρήστης στον οποίο ανήκει. Όλες οι διαδικασίες που γίνονται σε κάποιο κόμβο χρειάζονται ενέργεια για να περατωθούν. Έτσι κύριος στόχος μας θα πρέπει να είναι η όσον το δυνατόν μικρότερη κατανάλωση ισχύος στους διάφορους κόμβους του δικτύου.

Η έλλειψη κάποιου κεντρικού κόμβου που να συντονίζει όλους τους άλλους κόμβους του δικτύου και συνάμα να αποφασίζει για λειτουργίες όπως η δρομολόγηση, η χρονοδρομολόγηση και ο έλεγχος ισχύος χαρακτηρίζει όλα τα αδόμητα δίκτυα. Επίσης η συνεχής αλλαγή στην τοπολογία του δικτύου κάνει ακόμα πιο δύσκολη την επιλογή των διαδρομών που θα χρησιμοποιήσουμε για επικοινωνία.

Στην διπλωματική εργασία που ακολουθεί προσπαθούμε να βρούμε αλγορίθμους που συνδυάζουν τις διαδικασίες της δρομολόγησης, χρονοδρομολόγησης και ελέγχου ισχύος, με απώτερο στόχο την όσο το δυνατόν μεγαλύτερη εξοικονόμηση ισχύος. Μεγάλο ποσοστό της ισχύος των κινητών κόμβων του δικτύου καταναλώνεται κατά την διαδικασία της δρομολόγησης των δεδομένων. Θα πρέπει να εξετάσουμε διάφορους συνδυασμούς των παραπάνω παραμέτρων (καθώς και τον συνδυασμό και των τριών παραμέτρων) για να ήμαστε στη συνέχεια σε θέση να επιλέξουμε την διαδικασία που μας αποφέρει την μικρότερη κατανάλωση ισχύος.

Αρχικά θα εξετάσουμε τα ασύρματα αδόμητα δίκτυα, τα χαρακτηριστικά τους και τον τρόπο με τον οποίο αυτά λειτουργούν (κεφάλαιο 1). Στη συνέχεια έχουμε την μελέτη των διαδικασιών ελέγχου ισχύος, δρομολόγησης και χρονοδρομολόγησης (κεφάλαιο 2). Προσπαθούμε να βρούμε τον τρόπο λειτουργίας

αυτών των παραμέτρων και το πώς επηρεάζει καθεμία από αυτές ξεχωριστά την συνολική κατανάλωση ενέργειας του δικτύου. Στο κεφάλαιο 3, έχουμε τους ανά δύο συνδυασμούς αυτών παραμέτρων, όπως επίσης και τον συνδυασμό και των τριών παραμέτρων. Επικεντρωνόμαστε σε κάποιες τεχνικές που ήδη υπάρχουν και τις οποίες στη συνέχεια προσπαθούμε να τις εφαρμόσουμε και στις δικές μας μελέτες (π.χ. τους αλγορίθμους χρονοδρομολόγησης της μελέτης [4]).

Στα κεφάλαια 4 και 5 έχουμε το πρακτικό κομμάτι της εργασίας μας. Αρχικά στο 4 κεφάλαιο έχουμε την περιγραφή τριών εναλλακτικών αλγορίθμων που προσπαθούν μέσα από έλεγχο ισχύος, δρομολόγηση και χρονοδρομολόγηση να εξοικονομήσουν όσο το δυνατόν μεγαλύτερα ποσά ενέργειας κατά την εκπομπή των δεδομένων. Στη συνέχεια έχουμε την μελέτη δύο επιπλέον αλγορίθμων, οι οποίες δεν συνδυάζουν και τις τρεις παραπάνω παραμέτρους. Στην τέταρτο αλγόριθμο εκτελούμε έλεγχο ισχύος και χρονοδρομολόγηση ενώ στον πέμπτο αλγόριθμο κάνουμε μόνο έλεγχο ισχύος. Τους δύο αυτούς αλγορίθμους τους παραθέτουμε για να έχουμε ένα μέτρο σύγκρισης των αποτελεσμάτων τους, με τα αποτελέσματα των προηγούμενων τριών αλγορίθμων που κατασκευάσαμε. Στο κεφάλαιο 5 έχουμε τα αποτελέσματα από την εκτέλεση των προηγούμενων αλγορίθμων- προσεγγίσεων καθώς και τα γραφήματα της συνολικής καταναλισκόμενης ισχύος που έχουμε σε κάθε μία από αυτές τις περιπτώσεις. Τέλος στο κεφάλαιο 6 ακολουθούν κάποια συμπεράσματα από την όλη μελέτη που έγινε, όπως επίσης και άξονες για μελλοντική μελέτη και βελτιώσεις πάνω στους πέντε αλγορίθμους μας.

Περιεχόμενα

Κατάλογος σχημάτων	8
Κατάλογος πινάκων	10

Κεφάλαιο 1

Ασύρματα τηλεπικοινωνιακά δίκτυα

1.1 Ασύρματα δίκτυα	11
1.2 Αδόμητα δίκτυα (ad-hoc).....	13
1.2.1 Τι είναι ένα αδόμητο δίκτυο.....	13
1.2.2 Κατηγορίες αδόμητο δικτύων.....	15
1.2.3 Κύρια χαρακτηριστικά αδόμητο δικτύων.....	15
1.2.4 Πρωτόκολλα που χρησιμοποιούνται στα αδόμητα δίκτυα...15	
1.3 Η ιδέα ενός ασύρματου δικτύου.....	17
1.4 Εξοικονόμηση ισχύος σε ασύρματα δίκτυα.....	21
1.4.1 Τρόπος κατανάλωσης ισχύος.....	21
1.4.2 Επιμέρους εξοικονόμηση ισχύος.....	22
1.4.3 Παρατηρήσεις πάνω στην εξοικονόμηση ισχύος.....	23

Κεφάλαιο 2

Έλεγχος ισχύος, δρομολόγηση, χρονοδρομολόγηση

2.1 Έλεγχος ισχύος σε ασύρματα δίκτυα	24
2.1.1 Εισαγωγικά στοιχεία.....	24
2.1.2 Το πρόβλημα του ελέγχου ισχύος.....	25
2.1.3 Μοντέλο συστήματος.....	25
2.1.4 Γενική μορφή προβλήματος.....	28
2.2 Δρομολόγηση σε ασύρματα δίκτυα.....	28
2.2.1 Εισαγωγικά στοιχεία.....	28
2.2.2 Αλγόριθμοι δρομολόγησης με περιορισμούς ενέργειας ...28	
2.3 Χρονοδρομολόγηση σε ασύρματα δίκτυα.....	29

2.3.1	Εισαγωγικά στοιχεία.....	29
2.3.2	Τρόπος λειτουργίας χρονοδρομολόγησης.....	30
2.3.3	Αρχικοποίηση χρονοδρομολόγησης	32
2.4	Επιλογή μονοπατιών (disjoint path).....	32
2.4.1	Εισαγωγικά στοιχεία.....	32
2.4.2	Τι είναι το disjoint path	33
2.4.3	Proximity factor	33

Κεφάλαιο 3

Συνδυασμοί ελέγχου ισχύος, δρομολόγησης και χρονοδρομολόγησης

3.1	Συνδυασμός ελέγχου ισχύος-δρομολόγησης	36
3.1.1	Εισαγωγικά στοιχεία.....	36
3.1.2	Επισημάνσεις πάνω στα αδόμετα δίκτυα.....	37
3.1.3	Τεχνικές ελέγχου ισχύος- δρομολόγησης.....	37
3.2	Συνδυασμός ελέγχου ισχύος-χρονοδρομολόγησης.....	39
3.2.1	Εισαγωγικά	39
3.2.2	Συνδυασμένος αλγόριθμος.....	39
3.2.3	Δομή του αλγορίθμου.....	40
3.2.4	Συμπεράσματα.....	41
3.3	Συνδυασμός ελέγχου ισχύος-δρομολόγησης- χρονοδρομολόγησης.....	41
3.3.1	Εισαγωγικά	41
3.3.2	Τρόποι συνδυασμού των παραπάνω παραμέτρων	42
3.3.3	Συμπεράσματα.....	43

Κεφάλαιο 4

Εύρεση αλγορίθμων δρομολόγησης, ελέγχου ισχύος, χρονοδρομολόγησης

4.1.1	Χαρακτηριστικά του συστήματος.....	44
4.1.2	Παραγωγή δικτύων (τοπολογίες).....	45
4.2.1	Υπολογισμός κέρδους G	46
4.2.2	Εξέταση εφικτών διανυσμάτων (feasibility).....	48

4.3 Μελέτη αλγορίθμων.....	48
4.3.1 Αλγόριθμος Α.....	49
4.3.2 Αλγόριθμος Β.....	52
4.3.3 Αλγόριθμος Γ.....	54
4.4 Μελέτη υπόλοιπων αλγορίθμων.....	56
4.3.4 Αλγόριθμος τέταρτος.....	57
4.3.5 Αλγόριθμος πέμπτος.....	57
4.5 Χαρακτηριστικά αλγορίθμων.....	58

Κεφάλαιο 5

Αποτελέσματα αλγορίθμων

5.1 Εισαγωγικά στοιχεία.....	59
5.2 Τοπολογία πρώτη	60
5.2.2 Επιλογή μονοπατιών.....	61
5.2.3 Συνολική καταναλισκόμενη ισχύς των διάφορων επιλογών.....	61
5.3 Τοπολογία δεύτερη	66
5.3.2 Επιλογή μονοπατιών.....	67
5.3.3 Συνολική καταναλισκόμενη ισχύς των διάφορων επιλογών.....	68
5.4 Τοπολογία τρίτη	70
5.4.2 Επιλογή μονοπατιών.....	71
5.4.3 Συνολική καταναλισκόμενη ισχύς των διάφορων επιλογών	72

Κεφάλαιο 6

Συμπεράσματα-άξονες μελλοντικής μελέτης

6.1.1 Γενικά συμπεράσματα.....	75
6.1.2 Συμπεράσματα αλγορίθμων-προσεγγίσεων.....	75
6.2 Άξονες μελλοντικής μελέτης.....	77

Βιβλιογραφία.....	79
--------------------------	-----------

Κατάλογος σχημάτων

Σχήμα 1: Παράδειγμα δρομολόγησης με χρήση AODV	17
Σχήμα 2: Ενσύρματο δίκτυο.....	18
Σχήμα 3: Αδόμητοι κόμβοι.....	18
Σχήμα 4: Σύστημα με δύο πομπούς (βάσεις) και δύο δέκτες.....	26
Σχήμα 5: Παράδειγμα χρονοδρομολόγησης.....	31
Σχήμα 6: disjoint path.....	33
Σχήμα 7: Διαδικασία υπολογισμού proximity factor μονοπατιών διαφορετικών διαδρομών.....	34
Σχήμα 8: Υπολογισμός proximity factor.....	35
Σχήμα 9: Εξάρτηση των τριών παραμέτρων (δρομολόγησης, ελέγχου ισχύος και χρονοδρομολόγησης).....	41
Σχήμα 10: Ενδεικτική τοπολογία.....	46
Σχήμα 11: Σύστημα με δύο εκπομπές διαφορετικών μονοπατιών.....	47
Σχήμα 12: Εξέταση εφικτών διανυσμάτων.....	48
Σχήμα 13: Εύρεση ισχύος	49
Σχήμα 14: Δίκτυο δύο μονοπατιών των τεσσάρων κόμβων.....	50
Σχήμα 15: Τοπολογία πρώτη.....	61
Σχήμα 16: Κατανάλωση ισχύος με χρήση όλων των αλγορίθμων και για τιμή του κατωφλίου $\epsilon=10^{-3}$ (τοπολογία πρώτη).....	62
Σχήμα 17: Ποσοστό αποδεκτών μονοπατιών ανά χρονικές στιγμές (αλγόριθμος πρώτος).....	63
Σχήμα 18: Ποσοστό αποδεκτών μονοπατιών ανά χρονικές στιγμές (αλγόριθμος δεύτερος).....	64
Σχήμα 19: Ποσοστό αποδεκτών μονοπατιών ανά χρονικές στιγμές (αλγόριθμος τρίτος).....	64
Σχήμα 20: Ποσοστό αποδεκτών μονοπατιών ανά χρονικές στιγμές (αλγόριθμος τέταρτος).....	65
Σχήμα 21: Κατανάλωση ισχύος με χρήση όλων των αλγορίθμων και για τιμή του κατωφλίου $\epsilon=10^{-4}$ (τοπολογία πρώτη).....	66
Σχήμα 22: Τοπολογία δεύτερη.....	67
Σχήμα 23: Κατανάλωση ισχύος με χρήση όλων των αλγορίθμων και για τιμή του κατωφλίου $\epsilon=10^{-3}$ (τοπολογία δεύτερη).....	69

Σχήμα 24: Κατανάλωση ισχύος με χρήση όλων των αλγορίθμων και για τιμή του κατωφλίου $\varepsilon=10^{-4}$ (τοπολογία δεύτερη).....	70
Σχήμα 25: Τοπολογία Τρίτη.....	71
Σχήμα 26: Κατανάλωση ισχύος με χρήση όλων των αλγορίθμων και για τιμή του κατωφλίου $\varepsilon=10^{-3}$ (τοπολογία τρίτη).....	73
Σχήμα 27: Κατανάλωση ισχύος με χρήση όλων των αλγορίθμων και για τιμή του κατωφλίου $\varepsilon=10^{-4}$ (τοπολογία τρίτη).....	74

Κατάλογος πινάκων

Πίνακας 1: Χαρακτηριστικά του συστήματος.....	45
Πίνακας 2: Χαρακτηριστικά αλγορίθμων	58
Πίνακας 3: Επιλογή μονοπατιών (τοπολογία πρώτη).....	61
Πίνακας 4: Επιλογή μονοπατιών (τοπολογία δεύτερη).....	68
Πίνακας 5: Επιλογή μονοπατιών (τοπολογία τρίτη).....	72

ΚΕΦΑΛΑΙΟ 1

Ασύρματα τηλεπικοινωνιακά δίκτυα

(wireless networks)

1.1 Ασύρματα δίκτυα

Η ύπαρξη των ασύρματων τηλεπικοινωνιακών δικτύων υφίσταται εδώ και πολλά χρόνια. Παρόλα αυτά σαφείς και ακριβείς λεπτομέρειες για την ενεργειακή τους αποδοτικότητα έχουν ανακαλυφτεί τα τελευταία χρόνια [1]. Είναι προφανές ότι όταν η πηγή ενέργειας είναι είτε ακριβή σε κόστος είτε ελλιπής σε αποθέματα δημιουργείται σημαντικό πρόβλημα με την λειτουργία του δικτύου. Επίσης σε κάποιες εφαρμογές ασύρματων δικτύων, η ενέργεια είναι εξ' ολοκλήρου μη ανανεώσιμη οπότε δημιουργούνται σημαντικά προβλήματα στο σχεδιασμό και στη λειτουργία του όλου συστήματος (δικτύου).

Υπάρχουν τέσσερις διαφορετικές κατηγορίες ασύρματων δικτύων. Η πρώτη κατηγορία η οποία και είναι η πιο γνωστή στο ευρύτερο κοινό είναι τα κυψελωτά δίκτυα (κελιά) [2]. Η συγκεκριμένη κατηγορία είναι και η πιο γνωστή των ασύρματων δικτύων. Εδώ συναντώνται πολλά από τα χαρακτηριστικά των ασύρματων δικτύων. Είναι φανερό ότι οι κινητοί χρήστες του δικτύου (mobile users) προκαλούν ανησυχία για την διάρκεια ζωής τους (διάρκεια ζωής της μπαταρίας τους) και για τον αν αυτές μπορούν να αντικατασταθούν ή και ακόμη να επαναφορτιστούν. Ακόμη και στους σταθμούς βάσης υπάρχει κάποια επιθυμία για χαμηλή κατανάλωση ενέργειας, και αυτό γιατί υπάρχουν σημαντικά προβλήματα με την δημιουργία υψηλών θερμοκρασιών. Έτσι προσπαθούμε πάντα να έχουμε όσο το δυνατόν χαμηλότερη κατανάλωση ενέργειας ώστε να εξοικονομούμε ενέργεια και συνάμα να διατηρούμε χαμηλές θερμοκρασίες τόσο στους κινητούς χρήστες όσο και στους σταθμούς βάσης.

Μία άλλη κατηγορία ασύρματων δικτύων είναι αυτή την οποία ο ευρύτερος κόσμος προτιμά να αναφέρει σαν ασύρματα τοπικά δίκτυα (WLANs) [1]. Αυτά τα δίκτυα είναι εξ' ολοκλήρου ασύρματα με τη διαφορά ότι απαιτούν μόνο απλά ενδιάμεσα βήματα (single-hop transmission). Τα τοπικά ασύρματα δίκτυα

περιλαμβάνουν κάποιους φορητούς υπολογιστές εφοδιασμένους είτε με Bluetooth είτε με κάρτες 802.11, οι οποίοι και είναι πολύ κοντά σε κάποια πηγή ενέργειας. Για αυτήν την κατηγορία ασύρματων δικτύων η κατανάλωση ενέργειας δεν δείχνει να είναι τόσο πειστικό φαινόμενο, αντίθετα υπάρχει μεγαλύτερο πρόβλημα όταν πρόκειται για τοπικά δίκτυα που στήνονται έξω από κτήρια και σε σημεία όπου δεν μπορούμε να ήμαστε άμεσα εξαρτώμενοι από πηγές ενέργειας. Σε αυτές τις περιπτώσεις επιδιώκουμε όσο το δυνατόν μεγαλύτερη διάρκεια ζωής των μπαταριών των συσκευών.

Η τρίτη κατηγορία ασύρματων δικτύων είναι αυτή κατά την οποία τα δίκτυά μας χρησιμοποιούν για ορισμένο χρονικό διάστημα δορυφορικές συνδέσεις. Σε αυτή την κατηγορία η κατανάλωση ενέργειας είναι ένα από τα πιο σημαντικά προβλήματα παρόλο που μπορούμε να αλλάξουμε κάποιες από τις διαδρομές- κελιά από τον δορυφόρο κατά την διάρκεια της επικοινωνίας. Δηλαδή βλέποντας ότι κάποιος χρήστης δεν έχει την απαιτούμενη ενέργεια για να λειτουργήσει αλλάζουμε κατευθείαν τους ενδιάμεσους σταθμούς ώστε να μην τον χρησιμοποιούμε.

Η τέταρτη και πιο σημαντική κατηγορία είναι αυτή που καλούμε αδόμητα δίκτυα (ad-hoc) και με την οποία θα ασχοληθούμε και στη συνέχεια της εργασίας μας. Σε αυτή την κατηγορία μπορούμε κατά κάποιο τρόπο να εντάξουμε και τα τοπικά δίκτυα (WLANs), κάτι που δεν μπορεί να γίνει με τα κυβελωτά δίκτυα και τα δορυφορικά δίκτυα. Το κύριο χαρακτηριστικό αυτής της κατηγορίας είναι το γεγονός ότι χρειαζόμαστε πολλά ενδιάμεσα βήματα για να συνδέσουμε τον κάθε κόμβο του δικτύου με οποιοδήποτε άλλο κόμβο του [7]. Αρχικά υπήρχε περισσότερο ενδιαφέρον για αυτή την κατηγορία δικτύων για στρατιωτικές εφαρμογές. Τα τελευταία χρόνια όμως υπήρξε ένα ευρύτερο ενδιαφέρον για αυτήν την κατηγορία γεγονός που οφείλεται στους αισθητήρες των δικτύων, που επιτρέπουν σε αυτόνομες μικροσυσκευές να συνδέονται στα δίκτυα και με τη σειρά τους να αναπτύσσονται και αυτά χάρη σε αυτές τις συσκευές.

Όλα τα αδόμητα δίκτυα είναι άμεσα εξαρτώμενα από το ρυθμό κατανάλωσης ενέργειας στις συσκευές που το αποτελούν. Έτσι ο κύριος στόχος μας είναι να επιτύχουμε όσο το δυνατόν μεγαλύτερη διάρκεια ζωής των συσκευών του δικτύου (άρα και μεγαλύτερη διάρκεια ζωής του δικτύου), γεγονός που επιτυγχάνεται με την ελάχιστη κατανάλωση ενέργειας σε αυτές. Επίσης πάνω στα ασύρματα αδόμητα δίκτυα σημαντικό είναι το θέμα της ενέργειας και το πώς θα καταφέρουμε να την ελαχιστοποιήσουμε ώστε να αυξήσουμε την ζωή του δικτύου μας.

1.2 Αδόμητα δίκτυα (ad-hoc)

1.2.1 Τι είναι ένα αδόμητο δίκτυο

Ένα ασύρματο αδόμητο δίκτυο είναι μία συλλογή από δύο ή περισσότερες συσκευές-κόμβους (με λίγα λόγια τερματικά) οι οποίες και έχουν την ικανότητα τόσο για ασύρματη επικοινωνία όσο και για δικτύωση και οι οποίες επικοινωνούν μεταξύ τους χωρίς την παρέμβαση κάποιου άλλου κεντρικού διαχειριστή κόμβου (κάτι το οποίο γίνεται συνήθως στα κυβελωτά δίκτυα) [6,7,8]. Κάθε κόμβος σε ένα ασύρματο αδόμητο δίκτυο έχει τη δυνατότητα να λειτουργεί τόσο ως δρομολογητής όσο και ως διακομιστής. Η τοπολογία ενός τέτοιου ασύρματου δικτύου είναι σε γενικές γραμμές δυναμική. Αυτό οφείλεται στο γεγονός ότι οι κόμβοι του δικτύου κινούνται με το πέρασ κάθε χρονικής στιγμής (για παράδειγμα νέοι κόμβοι εισέρχονται στην τοπολογία του δικτύου και παλαιοί κόμβοι αποχωρούν αφού πλέον δεν χρειάζονται σε αυτό), με αποτέλεσμα να αλλάζει συνεχώς και η συνολική τοπολογία του δικτύου. Έτσι υπάρχει η ανάγκη για ύπαρξη αποτελεσματικών πρωτοκόλλων δρομολόγησης που να επιτρέπουν την επικοινωνία των κόμβων κάτω από αυτές τις συνθήκες (κινητικότητα των κόμβων). Οι αδόμητοι κόμβοι θα πρέπει να είναι σε θέση να εντοπίζουν την παρουσία των υπολοίπων κόμβων-συσκευών του δικτύου ώστε να είναι σε θέση να επικοινωνούν μαζί τους και ταυτόχρονα να μοιράζονται τις διάφορες πληροφορίες. Εκτός από όλα τα παραπάνω, θα πρέπει να είναι σε θέση να αναγνωρίζουν διάφορους τύπους υπηρεσιών όπως επίσης και διάφορα χαρακτηριστικά γνωρίσματα του δικτύου. Συγχρόνως με την αλλαγή θέσης των κόμβων στο επίπεδο έχουμε και αλλαγή των πληροφοριών δρομολόγησης, σαν επακόλουθο της διατήρησης της συνδεσιμότητας μεταξύ των κόμβων.

1.2.2 Κατηγορίες αδόμητων δικτύων

Υπάρχουν δύο βασικοί τύποι ασύρματων αδόμητων δικτύων. Τα κινητά αδόμητα δίκτυα (mobile ad-hoc networks MANET) και τα έξυπνα αισθητήρων δίκτυα (smart sensor networks).

Τα smart sensor networks αποτελούνται από έναν αριθμό από αισθητήρες (sensors) οι οποίοι και είναι απλωμένοι σε μία ευρύτερη γεωγραφική περιοχή, η οποία και αποτελεί το ad-hoc δίκτυο μας. Καθένας από αυτούς τους αισθητήρες έχει την ικανότητα της ασύρματης επικοινωνίας και συνάμα της αποτελεσματικής

νοημοσύνης για επεξεργασία σήματος (signal processing) και για δικτύωση δεδομένων.

Τα MANET δίκτυα είναι κατηγορία η οποία και θα μας απασχολήσει περισσότερο. Για ευκολία θα αναφερόμαστε σε αυτή με το χαρακτηριστικό MANET. Η κατηγορία αυτών των δικτύων είναι μία συλλογή από ανεξάρτητους κόμβους ή κινητούς χρήστες, οι οποίοι και έχουν την ικανότητα να επικοινωνούν μέσω ασύρματων συνδέσεων. Χαρακτηριστικά παραδείγματα από MANET δίκτυα είναι εγκαθιδρυμένες επικοινωνίες για έκτακτες ανάγκες (π.χ. ανάγκες διάσωσης), για στρατιωτικές εφαρμογές και για αντιμετώπιση άλλων επικίνδυνων καταστάσεων. Για όλες τις παραπάνω περιπτώσεις η ύπαρξη ενός κεντρικού συντονιστή κόμβου δεν είναι πάντα εφικτή, για αυτό και η λύση των MANET δικτύων είναι η πλέον προσιτή. Σε αυτή την κατηγορία θα πρέπει από μόνοι τους οι κόμβοι να ανακαλύπτουν την τοπολογία του δικτύου (σε επικοινωνία πάντα με τους άλλους γειτονικούς κόμβους) καθώς και την ύπαρξη των διάφορων μηνυμάτων (από την στιγμή που δεν έχουμε κάποιο κεντρικό κόμβο να τους ενημερώνει για όλα αυτά).

Τα MANET δίκτυα χρειάζονται αποτελεσματικούς κατανεμημένους αλγορίθμους, οι οποίοι να αποφασίζουν για την οργάνωση του δικτύου, την δρομολόγησή του και την χρονοδρομολόγηση των συνδέσεων (link) του. Στα συγκεκριμένα δίκτυα πρέπει να τονίσουμε ότι τα συντομότερα μονοπάτια που επιλέγονται από κάποιον αλγόριθμο δεν είναι πάντα και τα βέλτιστα για την δρομολόγηση. Άλλοι παράμετροι όπως η κατανάλωση ισχύος, οι παρεμβολές μεταξύ των διάφορων συνδέσεων, η συνεχής αλλαγή στην τοπολογία του δικτύου είναι παράμετροι που επίσης πρέπει να προσεχτούν. Το δίκτυο θα πρέπει να είναι σε θέση να προσαρμόζεται στις συνεχής αλλαγές της τοπολογίας του και να μπορεί να προσφέρει συνεχώς εναλλακτικά μονοπάτια δρομολόγησης που να ικανοποιούν τις προηγούμενες παραμέτρους.

Το πιο σημαντικό γεγονός σε ένα ασύρματο αδόμητο δίκτυο είναι να παρέχεται η δυνατότητα για ασφαλής και επιτυχημένη λειτουργία του, με το να ενσωματώνονται δυνατότητες δρομολόγησης στους κόμβους. Για αυτό και η συγκεκριμένη κατηγορία δικτύων θα πρέπει να είναι δυναμική, με γρήγορες αλλαγές και προσαρμογές στις εκάστοτε καταστάσεις (ικανοποίηση bandwidth, μη αλληλεπίδραση μεταξύ των συνδέσεων). Ακόμη θα πρέπει να τονίσουμε ότι οι

MANET κόμβοι είναι εφοδιασμένοι με ασύρματο πομπό και δέκτη και ότι χρησιμοποιούν κεραιές για την εκάστοτε επικοινωνία τους με τους άλλους κόμβους.

1.2.3 Κύρια χαρακτηριστικά αδόμητων δικτύων (ad-hoc)

Το κύριο χαρακτηριστικό των αδόμητων δικτύων που τα κάνει να ξεχωρίζουν από τις υπόλοιπες κατηγορίες ασύρματων δικτύων είναι η έλλειψη κάποιου κεντρικού κόμβου που να συντονίζει τόσο τους υπόλοιπους κόμβους του δικτύου όσο και να καθορίζει διάφορες παραμέτρους του. Αυτός είναι και ο λόγος για τον οποίο δεν υπάρχει κάποια προκαθορισμένη δομή για τον σχεδιασμό αδόμητων δικτύων. Επίσης στα αδόμητα δίκτυα ένα στοιχείο που χαρακτηρίζει τους χρήστες είναι η εμπιστοσύνη που πρέπει να δείχνουν στους υπόλοιπους προς επικοινωνία χρήστες. Έτσι δημιουργούνται σοβαρά προβλήματα στον τομέα της ασφάλειας του δικτύου μας, γεγονός που οφείλεται τόσο στην συνεχή κίνηση των χρηστών όσο και στο ότι δεν υπάρχει κάποια έμπιστη πηγή, στην οποία να μπορούν να στηριχτούν όλοι οι χρήστες του δικτύου. Με το πρόβλημα της ασφάλειας δεν θα ασχοληθούμε περισσότερο στην μελέτη μας.

1.2.4 Πρωτόκολλα που χρησιμοποιούνται στα αδόμητα δίκτυα

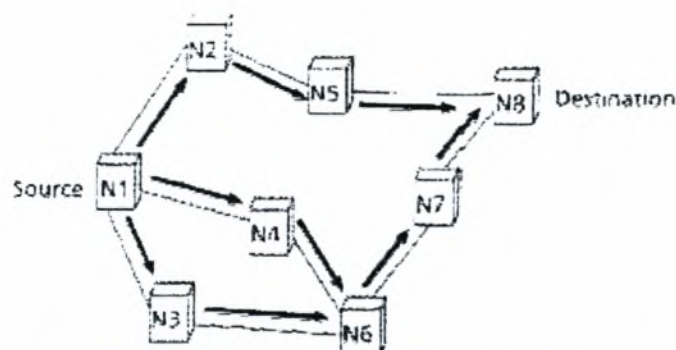
Τα πρωτόκολλα δρομολόγησης για τα αδόμητα δίκτυα κάνουν την εμφάνισή τους από της αρχές της δεκαετίας του 70'. Τα συγκεκριμένα πρωτόκολλα μπορούσαν να δημιουργήσουν την εκάστοτε σύνδεση με τους τυπικούς περιορισμούς των τότε δικτύων, οι οποίοι και περιελάμβαναν υψηλή κατανάλωση ενέργειας, μικρή διαθεσιμότητα του δικτύου και υψηλό ρυθμό λαθών (bit error rate). Τα πρωτόκολλα δρομολόγησης που χρησιμοποιούνται στα αδόμητα δίκτυα μπορούν να κατηγοριοποιηθούν στις εξής κατηγορίες: οδηγούμενα από πίνακα πρωτόκολλα, οδηγούμενα κατά απαίτηση πρωτόκολλα και μεικτά πρωτόκολλα.

A) Οδηγούμενα από πίνακα πρωτόκολλα δρομολόγησης: τα πρωτόκολλα τα οποία και βασίζονται στην ύπαρξη κάποιου πίνακα, προσπαθούν να διατηρούν συνεχώς ενημερωμένο τον πίνακα δρομολόγησης τους, από κάθε κόμβο προς κάθε άλλο κόμβο του δικτύου. Τα συγκεκριμένα πρωτόκολλα απαιτούν από κάθε κόμβο τους να διατηρεί έναν ή περισσότερους πίνακες όπου και θα αποθηκεύονται πληροφορίες δρομολόγησης και θα απευθύνονται σε αυτούς τους πίνακες ώστε να ενημερώνονται για την νέα τοπολογία του δικτύου μας, που προκύπτει από τις

αλλαγές στους πίνακες δρομολόγησης. Οι τομείς στους οποίους διαφέρουν τα διάφορα πρωτόκολλα της κατηγορίας είναι στον αριθμό των απαραίτητων συσχετιζόμενων πινάκων δρομολόγησης και στον τρόπο με τον οποίο πραγματοποιούνται οι διάφορες αλλαγές στην δομή του δικτύου. Τα οδηγούμενα από πίνακα πρωτόκολλα (table driven) είναι: το DSDV, το WRP, το CSGR και το STAR.

B) Πρωτόκολλα αρχικοποιημένα από την πηγή, με βάση τις απαιτήσεις δρομολόγησης: στη συγκεκριμένη κατηγορία πρωτοκόλλων δρομολόγησης αυτό που έχουμε να κάνουμε είναι η δημιουργία διαδρομών δρομολόγησης ύστερα από απαίτηση κάποιου κόμβου πηγής. Έτσι όταν κάποιος κόμβος χρειάζεται μία διαδρομή προς κάποιο κόμβο προορισμό αυτό που κάνει είναι να αρχικοποιεί κάποια διαδικασία εύρεσης διαδρομών, σε συνεργασία πάντα με το δίκτυο. Η συγκεκριμένη διαδικασία, για την εύρεση μίας εφικτής διαδρομής, ολοκληρώνεται όταν κάποια διαδρομή βρεθεί ή όταν όλες οι δυνατές διαδρομές έχουν εξεταστεί. Όταν μία διαδρομή που έχουμε βρει εγκατασταθεί, διατηρείται είτε μέχρι να γίνει ο προορισμός μας απρόσιτος είτε μέχρι η διαδρομή μας να μην είναι πλέον επιθυμητή. Τα οδηγούμενα κατά απαίτηση πρωτόκολλα (on demand driven) είναι: το SSR, το DSR, το TORA, το AODV και το RDMAR.

Ad hoc on –demand distance- vector routing (AODV): στο συγκεκριμένο πρωτόκολλο κύριος στόχος μας είναι να ελαχιστοποιήσουμε τον αριθμό των απαιτούμενων εκπομπών, διατηρώντας μόνο τις απαραίτητες διαδρομές που χρειαζόμαστε, σε αντίθεση με την διατήρηση μίας ολοκληρωμένης λίστας όπου θα περιέχονται όλες οι δυνατές διαδρομές. Έτσι όταν κάποιος κόμβος επιθυμεί να εκπέμψει σε κάποιο τελικό προορισμό και δεν υπάρχει έγκυρο μονοπάτι για αυτόν τον προορισμό, αρχικοποιεί μία διαδικασία εύρεσης μονοπατιού για κάποιο άλλο κόμβο. Δηλαδή στέλνει πακέτα αιτήσεων στους γειτονικούς κόμβους και αυτή με τη σειρά τους τα στέλνουν σε άλλους γειτονικούς κόμβους έως ότου φτάσουμε στον προορισμό που θέλουμε. Στο σχήμα που ακολουθεί ξεκινάμε από την πηγή κόμβο N1 και θέλουμε να καταλήξουμε στο κόμβο προορισμό N8. Για να γίνει αυτό περνάμε διαδοχικά από κάποιους ενδιάμεσους κόμβους, ώστε να καταλήξουμε στον τελικό μας προορισμό.



Σχήμα 1: Παράδειγμα δρομολόγησης με χρήση AODV

Dynamic source routing (DSR): το πρωτόκολλο της συγκεκριμένης κατηγορίας βασίζεται στην ιδέα κάποιας πηγής δρομολόγησης. Μπορούμε να το χωρίσουμε σε δύο βασικές φάσεις. Τη φάση εύρεσης της διαδρομής και τη φάση διατήρησής της διαδρομής. Έτσι όταν κάποιος κόμβος θέλει να στείλει κάποιο πακέτο σε κάποιο προορισμό, η πρώτη κίνηση που έχει να κάνει είναι να συμβουλευτεί την μνήμη με τις διαδρομές δρομολόγησης και να αποφασίσει αν υπάρχει κάποια διαδρομή για τον συγκεκριμένο προορισμό. Στην περίπτωση που δεν υπάρχει κάποια διαδρομή δρομολόγησης, τότε έχουμε έναρξη της διαδικασίας εύρεσης διαδρομών.

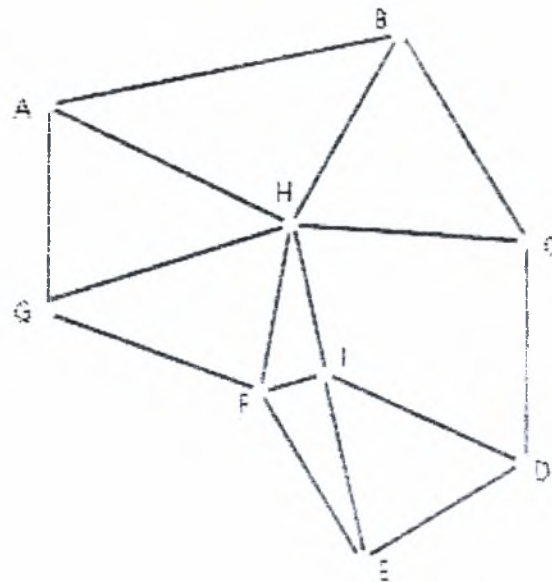
TORA: το συγκεκριμένο πρωτόκολλο έχει υψηλή προσαρμοστικότητα. Χρησιμοποιεί κατανεμημένους αλγορίθμους που βασίζονται στην ιδέα της αναστροφής των συνδέσεων. Προσφέρει πολλαπλές διαδρομές για κάθε ζευγάρι πηγής-προορισμού, ώστε να έχουμε εναλλακτικές επιλογές στην περίπτωση που κάποια διαδρομή δεν μπορεί να μας εξυπηρετήσει.

Γ) Στα μεικτά πρωτόκολλα ανήκει το **zone routing protocol (ZRP)**. Είναι ένα πρωτόκολλο που χρησιμοποιεί γνωρίσματα των δύο άλλων κατηγοριών. Στο ZRP κάθε κόμβος λειτουργεί σαν κεντρικός κόμβος αλλά και σαν μέλος των άλλων κεντρικών κόμβων. Η κάθε ζώνη δρομολόγησης αποτελείται από κόμβους οι οποίοι απέχουν ελάχιστα άλματα μακριά από τον κάθε κεντρικό κόμβο.

1.3 Η ιδέα ενός ασύρματου δικτύου

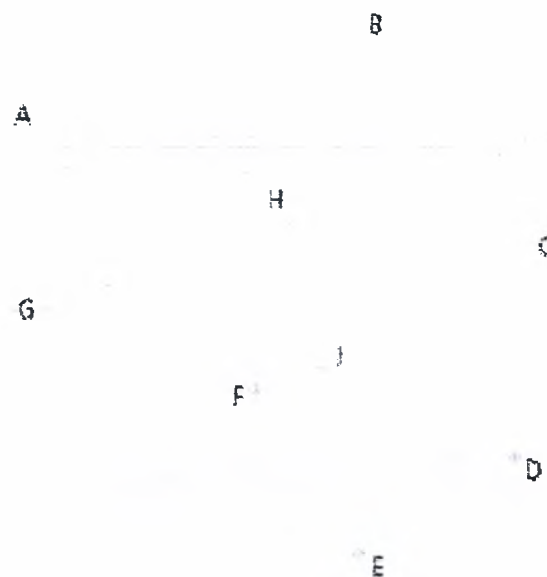
Στο σχήμα 1 βλέπουμε έναν γράφο όπου οι διάφοροι κόμβοι του είναι συνδεδεμένοι με ακμές. Αυτή είναι και η βασική ιδέα ενός ενσύρματου δικτύου όπου οι κόμβοι είναι οι διάφοροι χρήστες και οι ακμές τα καλώδια που τους

συνδέουν. Στο σχήμα που ακολουθεί βλέπουμε ένα απλό παράδειγμα ενσύρματου δικτύου.



Σχήμα 2: Ενσύρματο δίκτυο

Στην περίπτωση που έχουμε να κάνουμε με ασύρματα δίκτυα οι ακμές παύουν να υπάρχουν και οι κόμβοι παραμένουν ως έχουν. Η κύρια διαφορά είναι ότι οι κόμβοι εφοδιάζονται με κάποιους αισθητήρες (sensors) οι οποίοι και τους επιτρέπουν να επικοινωνούν με τους υπόλοιπους κόμβους. Στη συνέχεια βλέπουμε κάποιο ασύρματο δίκτυο



Σχήμα 3: Αδόμητοι κόμβοι

Επίσης όταν μιλάμε για άμεσα και στενά συνδεδεμένους κόμβους στην περίπτωση των ασύρματων δικτύων (οι κόμβοι δεν συνδέονται με καλώδια) εννοούμε ότι έχουν άμεση επικοινωνία χωρίς την παρέμβαση κάποιων τρίτων κόμβων. Με λίγα λόγια είναι γειτονικοί κόμβοι. Έτσι είναι σημαντικό το γεγονός ότι η ακτινοβολούμενη ενέργεια από την κεραία κάποιου κόμβου πομπού φτάνει μέχρι μία καθορισμένη απόσταση και ότι δεν μπορούμε να επικοινωνήσουμε με οποιονδήποτε κόμβο πέρα από αυτήν την απόσταση χωρίς την χρήση κάποιου άλλου ενδιάμεσου κόμβου. Είναι επιθυμητό να έχουμε όσο το δυνατόν μικρότερες αποστάσεις με τους κόμβους δέκτες ώστε να εξοικονομούμε ενέργεια και ταυτόχρονα να έχουμε μικρότερη εκπομπή ακτινοβολίας. Τα ασύρματα δίκτυα με τη μορφή πλέγματος δεν είναι και ο πλέον προσιτός τύπος δικτύων γιατί το σήμα αναγκάζεται να ταξιδεύει μεγάλες αποστάσεις έως ότου καταλήξει στον τελικό του προορισμό, με αποτέλεσμα να έχουμε κάποιου είδους εξασθένησή του. Έτσι η εξασθένησή του υπολογίζεται με βάση των τύπο:

$$S(r) = Sr^{-\alpha}$$

όπου S είναι το εκπεμπόμενο σήμα

$S(r)$ είναι το λαμβανόμενο σήμα

r είναι η απόσταση μεταξύ του πομπού και δέκτη

και το α είναι ένας συντελεστής που κυμαίνεται μεταξύ 2 και 4

Είναι φανερό ότι όσο μεγαλύτερη είναι η απόσταση μεταξύ του πομπού και του δέκτη τόσο εξασθενεί το λαμβανόμενο σήμα. Για αυτό θα ήταν προτιμότερο η μετάδοση να γίνεται με τη χρήση ενδιάμεσων κόμβων ώστε να μειώνεται η απόσταση και να ενδυναμώνεται το σήμα μας.

Το πρώτο πράγμα που πρέπει να γίνει ώστε να έχουμε μία επιτυχημένη λήψη είναι να εγκαθιδρύσουμε μια σύνδεση που να ικανοποιεί την ποιότητα της εξυπηρέτησης (quality of services) με ταυτόχρονο στόχο έναν μέγιστο επιθυμητό ρυθμό λαθών (bit error rate BER). Τυπικές τιμές του BER είναι 10^{-9} ή και μικρότερες τιμές για δεδομένα και 10^{-6} ή και μεγαλύτερες τιμές για μετάδοση φωνής. Εξαρτώμενοι πάντα από τις διάφορες εφαρμογές και την ποιότητα λήψης, μπορούμε να έχουμε ένα εύρος για το BER μεταξύ 10^{-2} και 10^{-11} .

Ο τρόπος λειτουργίας του φυσικού επιπέδου και του επιπέδου σύνδεσης στα ασύρματα δίκτυα απαιτεί κάποιες επιλογές στα εκπεμπόμενα κύματα, στο ρυθμό

μετάδοσης, στην κωδικοποίηση, στην αποκωδικοποίηση, στον τύπο της κεραίας, όπως επίσης και στις ρυθμίσεις του πομπού και δέκτη. Αυτές οι επιλογές είναι αρκετά σύνθετες και περίπλοκες και αποτελούν αντικείμενο μελέτης της θεωρίας της ψηφιακής επικοινωνίας. Αντίθετα μία επιτυχημένη λήψη εξαρτάται κατά μεγάλο ποσοστό από τον θόρυβο που έχουμε στο κανάλι μας και από άλλες τέτοιου είδους παρεμβολές. Επίσης έχουμε μεγάλη εξάρτηση από το εύρος ζώνης συχνοτήτων (bandwidth) καθώς και από τον επιθυμητό ρυθμό μετάδοσης. Αν συγκεντρώσουμε όλα τα παραπάνω σε μία συνιστώσα καταλήγουμε ότι μία επιτυχημένη μετάδοση μπορεί να χαρακτηριστεί από τον τύπο:

$$SINR > \theta$$

όπου το $SINR$ είναι ο σηματοθορυβικός λόγος στο δέκτη και το θ είναι ένα κατώφλι που πρέπει να ικανοποιείται και το οποίο εξαρτάται από τον ρυθμό κωδικοποίησης και αποκωδικοποίησης. Θα πρέπει πάντα να επιδιώκεται η επίτευξη αυτής της εξίσωσης ώστε να θεωρούμε ότι έχουμε μία επιτυχημένη μετάδοση. Σε αντίθετη περίπτωση καταλήγουμε σε μία μη επιθυμητή λειτουργία του δικτύου μας. Το $SINR$ που έχουμε στην παραπάνω εξίσωση εξαρτάται από το θόρυβο τον οποίο έχουμε στην κάθε μετάδοση, από την επιρροή των άλλων σημάτων, από την εκάστοτε εκπομπή και λήψη που έχουμε από τις άλλες κεραίες των συσκευών του δικτύου. Είναι επίσης δυνατό μία σύνδεση η οποία αρχικά είναι εφικτή να γίνει μη εφικτή, όταν αυξάνεται η αλληλεπίδραση από άλλες γειτονικές συνδέσεις (link) πάνω στο συγκεκριμένη σύνδεση που μας ενδιαφέρει. Ταυτόχρονα με όλα αυτά θα έχουμε και πτώση της τιμής του $SINR$ κάτω από το κατώφλι θ .

Μετά από όλα αυτά καταλήγουμε στο συμπέρασμα ότι η ύπαρξη κάποιας σύνδεσης (link) είναι μία πολύ σημαντική και ευμετάβλητη έννοια. Έτσι η απεικόνιση ενός ασύρματου δικτύου εξαρτάται κατά πολύ από την θέση των κόμβων που το αποτελούν. Επίσης η επιλογή του μεγέθους P είναι πολύ σημαντική και καθορίζει κατά τα έναν βαθμό και την ύπαρξή του. Δηλαδή κατά πόσο θα μπορούμε να ικανοποιήσουμε το $SINR > \theta$ με ταυτόχρονη ικανοποίηση του ρυθμού λαθών BER . Έτσι καθώς η τιμή του μεγέθους P έχει σημαντικές επιπτώσεις στην κατανάλωση της ενέργειας σε ένα ασύρματο δίκτυο, θα πρέπει να επιλέγουμε την κατάλληλη τιμή του (της ισχύς εκπομπής), γιατί εκτός όλων των προηγούμενων είναι και το μέγεθος το οποίο και καθορίζει τις εφικτές συνδέσεις (link), τα οποία με

τη σειρά τους αποφασίζουν για την δρομολόγηση που θα μας οδηγήσει στους τελικούς μας προορισμούς.

Θα πρέπει να σταθούμε και στο γεγονός της συνεχούς κίνησης των κόμβων του δικτύου. Οι διάφοροι κόμβοι συνεχώς κινούνται, πράγμα που αλλάζει και την συνολική διάταξη του δικτύου. Έτσι δημιουργείται η ανάγκη για την ύπαρξη δυναμικών πρωτοκόλλων, τα οποία να είναι σε θέση να προσαρμόζονται στις συνεχείς μεταβολές του δικτύου.

1.4 Εξοικονόμηση ισχύος σε ασύρματα δίκτυα

1.4.1 Τρόπος κατανάλωσης ισχύος

Η εξέταση του τρόπου εξοικονόμησης ισχύος σε ένα ασύρματο δίκτυο, συνεπάγεται με τη μελέτη του τρόπου κατανάλωσης της ισχύος σε ένα ασύρματο δίκτυο [1]. Υπάρχουν τρεις δυνατές καταστάσεις λειτουργίας για κάθε ασύρματο κόμβο. Έτσι ένας ασύρματος κόμβος μπορεί να λειτουργεί σαν πομπός, σαν δέκτης ή και να βρίσκεται σε μία ουδέτερη κατάσταση όπου αναμένει για να ακούσει κάποια αίτηση. Στην επιμέρους περίπτωση όπου ο κόμβος λειτουργεί σαν πομπός υπάρχουν δύο λόγοι για τους οποίους έχουμε κατανάλωση ισχύος. Ο πρώτος λόγος είναι για την ενίσχυση του σήματος και με μορφή θερμότητας τόσο στην κεραία όσο και στον ενισχυτή. Και ο δεύτερος λόγος είναι στο κόμβο για τις διάφορες μορφές επεξεργασίας που χρειάζεται το σήμα μας (δημιουργία του, κωδικοποίησή του, διαχωρισμός του).

Στην περίπτωση που ο κόμβος λειτουργεί σαν δέκτης, η ισχύς καταναλώνεται σχεδόν εξ' ολοκλήρου για τις διάφορες διαδικασίες (αποκωδικοποίηση, ανασχηματισμός του σήματος), συμπεριλαμβανομένου και της εξαγωγής του θορύβου από το τελικό σήμα. Τέλος στην περίπτωση που ο κόμβος μας βρίσκεται στην ουδέτερη κατάσταση καταναλώνει πάλι ενέργεια τύπου διαδικασιών, με εξαίρεση κάποιες χρονικές στιγμές όπου καταναλώνει ενέργεια εκπομπής (στην περίπτωση που κάποιο πρωτόκολλο δικτύου τον αναγκάζει να εκπέμψει κάποια αναγνωριστικά σήματα). Το συνολικό ποσό της ισχύος που καταναλώνεται στην ουδέτερη κατάσταση είναι πολύ μικρό συγκριτικά με αυτό που καταναλώνεται στις καταστάσεις εκπομπής και λήψης. Και επειδή υπάρχουν πολλές εφαρμογές κατά τις οποίες ο κόμβος βρίσκεται συνεχώς στην ουδέτερη κατάσταση (λειτουργεί σαν

δέκτης ή σαν πομπός ελάχιστα), η ισχύς που καταναλώνεται εδώ αντιπροσωπεύει και τη συνολική καταναλισκόμενη ισχύ του κόμβου. Υπάρχουν όμως και εφαρμογές στις οποίες ο κόμβος λειτουργεί αποκλειστικά σαν πομπός (και στις οποίες δεν εισέρχεται καθόλου στην ουδέτερη κατάσταση), οπότε και το ποσό της ισχύς που καταναλώνεται στην ουδέτερη κατάσταση το θεωρούμε αμελητέο.

Για να καταφέρουμε τη μείωση του συνολικού ποσού της ισχύος που απαιτείται για μία επιτυχημένη επικοινωνία, θα πρέπει να εξετάσουμε το ρόλο όλων των παραπάνω παραμέτρων και συνάμα τον τρόπο με τον οποίο αλληλεπιδρούν. Η εξέταση κάθε μίας παραμέτρου χωριστά είναι ένα αρκετά εύκολο γεγονός, η όλη δυσκολία εισέρχεται από τη στιγμή που πρέπει να δούμε συνδυασμένα τις διάφορες περιπτώσεις.

1.4.2 Επιμέρους εξοικονόμηση ισχύος

Η κατανάλωση ισχύος επηρεάζεται αρχικά από τις σχεδιαστικές επιλογές που έχουμε σε κάθε επίπεδο. Για παράδειγμα η επιλογή της μπαταρίας που θα χρησιμοποιήσουμε είναι η πλέον καθοριστική. Οι μπαταρίες καθορίζουν το συνολικό ποσό της ενέργειας που είναι διαθέσιμο αρχικά σε κάθε κόμβο.

Σημαντικές επιπτώσεις στην κατανάλωση ισχύος έχει και η επιλογή της κεραίας. Έτσι παίζει ρόλο το υλικό με το οποίο είναι κατασκευασμένες οι κεραίες, οι διαστάσεις τους, το σχήμα τους, ο τρόπος με τον οποίο εκπέμπουν. Όλα αυτά μαζί καθορίζουν και την κατανάλωση ισχύος που θα έχουμε σε αυτές και αυτό γιατί ένα μεγάλο ποσό ισχύος (αν όχι το μεγαλύτερο) ξοδεύεται κατά την εκπομπή- λήψη των δεδομένων στην κεραία

Μία ακόμη παράμετρος που επίσης επηρεάζει την κατανάλωση ισχύος είναι η χρονοδρομολόγηση των συνδέσεων (link). Δηλαδή ο τρόπος με τον οποίο θα τοποθετήσουμε σε κάθε χρονική στιγμή τις εκάστοτε συνδέσεις. Θα πρέπει κάθε φορά να φροντίζουμε ώστε να έχουμε την ελάχιστη μεταξύ τους αλληλεπίδραση, ώστε να μην καταναλώνεται ενέργεια σε παρεμβολές. Μία λύση θα ήταν να επιλέγουμε σε κάθε χρονική στιγμή απομακρυσμένα links για να ελαττώνουμε την αλληλεπίδραση, αλλά αυτό δεν είναι η πάντα βέλτιστη λύση.

1.4.3 Παρατηρήσεις πάνω στην εξοικονόμηση ισχύος

Θα πρέπει να τονίσουμε ότι κατανάλωση ισχύος δεν έχουμε μόνο κατά την εκπομπή δεδομένων από κάποιο χρήστη σε κάποιο άλλο χρήστη, αλλά και κατά την επεξεργασία του σήματος (processing energy). Έτσι εάν η επιλογή μας κατά την δρομολόγηση είναι να επιλέγουμε πάντα τον κοντινότερο γείτονα (πράγμα που σημαίνει ότι θα χρειαστούμε πολλά ενδιάμεσα βήματα μέχρι τον τελικό προορισμό), θα εξοικονομήσουμε ενέργεια τύπου εκπομπής αλλά αντίθετα θα αυξηθεί η καθυστέρηση και η ενέργεια διαδικασιών (processing energy για την επεξεργασία του σήματος- πακέτων). Στην αντίθετη περίπτωση, της απευθείας αποστολής των πακέτων στον τελικό προορισμό τους, είναι φανερό το τι επιπτώσεις θα είχαμε συνολικά στο σύστημα. Μεγάλα ποσά ισχύος θα χρειάζονταν για την εκπομπή και επίσης θα έπρεπε να αντιμετωπιστεί και το πρόβλημα της αυξημένης συμφόρησης στο δίκτυό μας.

Στα αδόμητα δίκτυα το πρόβλημα της δρομολόγησης συγκεντρώνει τη μεγαλύτερη προσοχή σε σχέση με τα άλλα σχεδιαστικά και λειτουργικά προβλήματα. Η δρομολόγηση είναι αυτή που κατά μεγάλο ποσοστό καθορίζει τόσο την κατανάλωση ισχύος όσο και την ποιότητα της επικοινωνίας μας. Για αυτό και στις περισσότερες μελέτες που έχουν γίνει η δρομολόγηση είναι το πρώτο πράγμα που εξετάζεται.

ΚΕΦΑΛΑΙΟ 2

Έλεγχος ισχύος, δρομολόγηση, χρονοδρομολόγηση

2.1 Έλεγχος ισχύος σε ασύρματα δίκτυα

(Power control)

2.1.1 Εισαγωγικά στοιχεία

Ο έλεγχος ισχύος στα ασύρματα δίκτυα είναι μία από τις σημαντικότερες διαδικασίες που παίζουν ρόλο τόσο στη μετάδοση των δεδομένων όσο και στη διάρκεια ζωής των διάφορων τμημάτων του δικτύου μας. Ο έλεγχος της εκπεμπόμενης ισχύος που γίνεται στα ασύρματα ad-hoc δίκτυα έχει ως κύριο στόχο την επικοινωνία των διάφορων τμημάτων του δικτύου με την ελάχιστη δυνατή ισχύ. Είναι κοινός αποδεκτό το γεγονός ότι καλύτερη λειτουργία των ad-hoc δικτύων πραγματοποιείται όταν χρησιμοποιούμε την ελάχιστη εκπεμπόμενη ισχύ που χρειάζεται ώστε να ικανοποιούνται οι λόγοι *SINR* και *BER* των συνδέσεών μας.

Η βέλτιστη ισχύς που εκπέμπεται σε ένα δίκτυο είναι συνάρτηση πολλών παραμέτρων του δικτύου. Κάποιες από αυτές τις παραμέτρους είναι ο αριθμός των τερματικών σταθμών του δικτύου, η περιοχή που καταλαμβάνει το δίκτυο μας και η κίνηση του δικτύου. Γενικά η βέλτιστη ισχύς σε ένα αδόμητο δίκτυο είναι συνάρτηση της τοπολογίας του δικτύου. Όταν οι χρήστες του δικτύου βρίσκονται σε κοντινή μεταξύ τους απόσταση, τότε χρειαζόμαστε μεγαλύτερη ισχύς ώστε να μπορέσουμε να αντιμετωπίσουμε τις μεταξύ τους παρεμβολές.

Η εκπεμπόμενη ισχύς των σταθμών (nodes) του δικτύου είναι αυτή που καθορίζει κατά ένα τρόπο και την τοπολογία του δικτύου. Ταυτόχρονα όμως μπορεί να αποδειχθεί ότι υπάρχει σχέση μεταξύ της διάρκειας ζωής του δικτύου και της ενέργειας που καταναλώνεται για την λειτουργία των σταθμών του δικτύου. Για να επιτύχουμε την βέλτιστη τοπολογία, η οποία και ικανοποιεί την μέγιστη διαθεσιμότητα σε κάθε μονάδα του δικτύου, έχουμε στη συνέχεια δύο συστήματα ελέγχου ισχύος [16]. Το πρώτο σύστημα καλείται σύστημα κοινού ελέγχου ισχύος (common power control CPC) ενώ το δεύτερο σύστημα είναι το ανεξάρτητο σύστημα ελέγχου ισχύος (independent power control IPC). Στο common power control όλοι οι κόμβοι του δικτύου χρησιμοποιούν την ίδια εκπεμπόμενη ισχύς. Έτσι

μπορεί σχετικά εύκολα να υλοποιηθεί αυτή η περίπτωση από τη στιγμή που όλοι οι κόμβοι θα εκπέμπουν με την ίδια ισχύ. Αντίθετα στο independent power control, οι διάφοροι κόμβοι του δικτύου μπορούν να χρησιμοποιούν διαφορετικές και ανεξάρτητες τιμές ισχύος.

2.1.2 Το πρόβλημα του ελέγχου ισχύος

Το κύριο πρόβλημα που έχει να αντιμετωπίσει ο έλεγχος ισχύος σε ένα ασύρματο δίκτυο είναι η εύρεση της ελάχιστης ενέργειας με την οποία είναι δυνατόν να εκπέμπουν οι κόμβοι του δικτύου μας. Δηλαδή θέλουμε να βρούμε την συνολικά ελάχιστη καταναλισκόμενη ισχύς του δικτύου με ταυτόχρονη όμως επίτευξη των ρυθμών $SINR$ (κάθε σύνδεσης) πάνω από κάποιο καθορισμένο κατώφλι θ . Επίσης θέλουμε ο ρυθμός λαθών BER να διατηρείται κάτω από μία τιμή ε για κάθε σύνδεση του δικτύου μας.

Για να μπορέσουμε να επιτύχουμε συνολικά ελάχιστη κατανάλωση ισχύος, θα πρέπει να έχουμε ελάχιστη κατανάλωση ισχύος σε κάθε κόμβο του δικτύου μας. Έχουμε να κάνουμε με ένα πρόβλημα της μορφής:

$$\min \sum P_i, \text{ όπου } i \text{ οι κόμβοι του δικτύου μας}$$

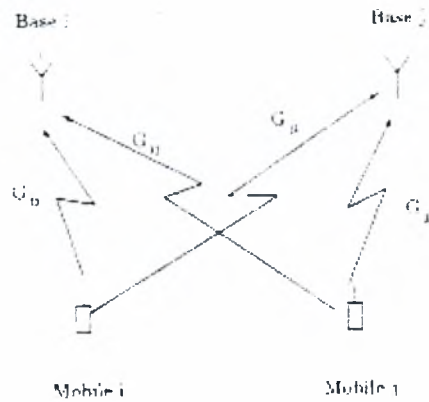
με περιορισμούς: $SINR_i \geq \theta$ (α)

και $BER_i \leq \varepsilon$ (β)

Έτσι καταλήγουμε στο διάνυσμα $P = (P_1, P_2, \dots, P_k)$ που λύνει το παραπάνω πρόβλημα, με ικανοποίηση πάντα των περιορισμών (α) και (β).

2.1.3 Μοντέλο συστήματος

Στη συνέχεια έχουμε ένα μοντέλο συστήματος 2X2 (δύο σταθμούς βάσης και δύο κινητούς χρήστες). Εκτελούμε τον έλεγχο ισχύος σε αυτό το σύστημα και ταυτόχρονα προσπαθούμε να ικανοποιήσουμε τις όποιες απαιτήσεις ώστε να έχουμε ικανοποιητική λειτουργία του συστήματος. Το σύστημά μας φαίνεται στη συνέχεια:



Σχήμα 4: Σύστημα με δύο πομπούς (βάσεις) και δύο δέκτες

Η εκπεμπόμενη ισχύς από τον mobile i χαρακτηρίζεται από το P_i , ενώ η εκπεμπόμενη ισχύς από τον mobile j από το P_j . Επίσης έχουμε το G_{ii} που είναι το κέρδος της ζεύξης i , ενώ το G_{ij} είναι το κέρδος ζεύξης από τον πομπό της ζεύξης i , στο δέκτη της ζεύξης j . Κάθε χρήστης i , ουσιαστικά χρησιμοποιεί τον σταθμό βάσης i που είναι πιο κοντά σε αυτόν για να δημιουργηθεί η κάθε επικοινωνία. Επίσης τα κέρδη G_{ii} και G_{jj} που ορίσαμε πιο πριν και που αντιστοιχούν στην εκάστοτε σύνδεση, πρέπει να είναι μεγαλύτερα του μηδενός.

Ο κύριος λόγος για τον οποίο και γίνεται ο έλεγχος ισχύος είναι για να ελαχιστοποιήσουμε την κατανάλωση της ισχύος με ταυτόχρονη εξασφάλιση του λόγου BER (bit error rate) κάθε σύνδεσης μικρότερο από ένα συγκεκριμένο κατώφλι ϵ και του λόγου $SINR$ μεγαλύτερο από κάποιο επιθυμητό κατώφλι θ . Ας επιστρέψουμε στο παράδειγμά μας:

Έχουμε: P_1, P_2 την ισχύς εκπομπής των πομπών 1 και 2

$G_{11}, G_{22}, G_{12}, G_{21}$: τα αντίστοιχα κέρδη μεταξύ των ζεύξεων που έχουμε

Στόχος μας είναι να επιτύχουμε: $SINR1 \geq \theta$ και $SINR2 \geq \theta$

$$SINR1 = \frac{G_{11} * P_1}{(G_{21} * P_2) + N} \quad (1)$$

$$SINR2 = \frac{G_{22} * P_2}{(G_{12} * P_1) + N} \quad (2)$$

(όπου N ο θόρυβος που έχουμε στην εκάστοτε επικοινωνία μας)

Το σύστημά μας είναι για $K = 2$ ζεύξεις. Ο έλεγχος ισχύος που πρέπει να κάνουμε για να αυξήσουμε το $SINR$ θα συνεπάγεται ταυτόχρονη μείωση του BER (δηλαδή περισσότερα σωστά μεταδιδόμενα bit).

Απώτερος στόχος μας είναι να βρούμε κάποιο διάνυσμα (P_1, P_2) ώστε να έχουμε $SINR_1 \geq \theta$ και $SINR_2 \geq \theta$.

Το διάνυσμα ισχύος θα καλείται εφικτό εφόσον:

a) $P_1 > 0$ Και $P_2 > 0$

και

b) $SINR_1 > \theta$ και $SINR_2 > \theta$

Τότε και το αντίστοιχο κατώφλι λέγεται επιτεύξιμο και το σύνολο των κ-ζεύξεων που αποτελούν το σύστημά μας μπορούν να υποστηριχτούν.

Από τις σχέσεις (1) και (2) που έχουμε πιο πάνω μπορούμε να καταλήξουμε:

$$P_2 < \frac{G_{11} * P_1}{G_{21} * \theta} \quad (3)$$

$$P_2 > \frac{G_{12} * P_1 * \theta}{G_{22}} \quad (4)$$

Λύνοντας τώρα τις (3) και (4) έχουμε τις εξής περιπτώσεις λύσεων:

a) $\theta \geq \sqrt{\frac{G_{11} * G_{22}}{G_{12} * G_{21}}}$ Δεν υπάρχει λύση (P_1, P_2) που να ικανοποιεί τα $SINR_1$ και $SINR_2$

b) $\theta < \sqrt{\frac{G_{11} * G_{22}}{G_{12} * G_{21}}}$ Οπότε και κάθε (P_1, P_2) είναι λύση του συστήματος

Στην ειδική περίπτωση που έχουμε ισότητα στις δύο παραπάνω περιπτώσεις έχουμε εξισορρόπηση των $SINR$ (balancing των $SINR$).

2.1.4 Γενική μορφή προβλήματος

Στη συνέχεια έχουμε τη διαδικασία που ακολουθούμε και στις μελέτες μας (σε επόμενο κεφάλαιο) και η οποία μας βοηθάει να κάνουμε εύκολα τον έλεγχο ισχύος σε K-ζεύξης. Ουσιαστικά θέλουμε να βρούμε το διάνυσμα $P = (P_1, P_2, \dots, P_k)$ με $P_i > 0$ για κάθε χρήστη i , ώστε να ισχύει η σχέση:

$$P \geq \theta DGP$$

Θεωρούμε το πρόβλημα: $G'P = \lambda P$

Αυτό που πρέπει να κάνουμε είναι να βρούμε τις ιδιοτιμές λ_i , για $i = (1, 2, \dots, k)$ του G' και στη συνέχεια τα αντίστοιχα ιδιοδιανύσματα $P(i)$.

Αν $P(i) > 0$ και $\lambda_i < 1$ τότε το $P(i)$ και κάθε $C * P(i)$ θα λύνει το πρόβλημα: $P \geq \theta DGP$.

2.2 Δρομολόγηση σε ασύρματα δίκτυα (routing)

2.2.1 Εισαγωγικά στοιχεία

Η διαδικασία της δρομολόγησης είναι ένα από τα σημαντικότερα προβλήματα των αδόμητων δικτύων. Το πρόβλημα δημιουργείται από την έλλειψη κάποιου κεντρικού κόμβου που να κρατάει πληροφορίες για όλους τους άλλους κόμβους του δικτύου και ταυτόχρονα να αποφασίζει για τις διαδρομές μέσω των οποίων θα γίνεται η επικοινωνία. Έτσι οι αδόμητοι κόμβοι θα πρέπει από μόνοι τους να αποφασίσουν σε ποιους γειτονικούς κόμβους θα εκπέμψουν και με το ελάχιστο πάντα δυνατό κόστος. Έτσι στη δρομολόγηση προσπαθούμε να βρούμε τις διαδρομές ελαχίστου κόστους μέσα από ένα σύνολο δυνατών διαδρομών, μέσω των οποίων θα επικοινωνούν οι κόμβοι του δικτύου.

2.2.2 Αλγόριθμοι δρομολόγησης με περιορισμούς ενέργειας

Τα ασύρματα αδόμητα δίκτυα αποτελούνται από ασύρματους κόμβους, οι οποίοι και λειτουργούν χρησιμοποιώντας κάποιου είδους συσσωρευτές, και κύριος στόχος

τους είναι η εγκατάσταση της απευθείας μεταξύ τους επικοινωνίας, χωρίς την ύπαρξη κάποιου κεντρικού κόμβου. Η επικοινωνία μεταξύ των διάφορων κινούμενων κόμβων επιτυγχάνεται με τη χρήση πολλών ενδιάμεσων βημάτων. Αυτό οφείλεται στο γεγονός ότι κάθε κόμβος έχει ένα περιορισμένο πεδίο μέσα στο οποίο και μπορεί να εκπέμπει. Τα ασύρματα δίκτυα, στα οποία και έχουμε πολλές φορές ενδιάμεσα βήματα για την προσέγγιση κάποιου προορισμού, αποτελούν ένα τυπικό παράδειγμα δικτύων όπου η απόδοση τους και η αποτελεσματικότητά τους εξαρτώνται σε μεγάλο βαθμό από την ενέργεια των συσσωρευτών των κόμβων. Το γεγονός ότι οι πιο πολλοί κόμβοι αναγκάζονται να παίζουν τον ρόλο των ενδιάμεσων κόμβων και να εμπλέκονται σε επικοινωνίες που δεν είναι απαραίτητες για αυτούς, έχει σαν αποτέλεσμα την κατανάλωση ενέργειας από τους πόρους του.

Έτσι ο κύριος στόχος των πρωτοκόλλων δρομολόγησης θα πρέπει να είναι η εύρεση μονοπατιών ελαχίστου κόστους, όπου το κόστος από κάθε μονοπάτι είναι μία γραμμική συνάρτηση της καταναλισκόμενης ενέργειας του συγκεκριμένου μονοπατιού. Καταλήγουμε στο συμπέρασμα ότι η εύρεση μονοπατιού ελαχίστης ενέργειας είναι ουσιαστικά η εύρεση μονοπατιού ελαχίστου κόστους.

2.3 Χρονοδρομολόγηση σε ασύρματα δίκτυα (scheduling)

2.3.1 Εισαγωγικά στοιχεία

Η χρονοδρομολόγηση είναι μία από τις σημαντικότερες διαδικασίες που έχουμε κατά την μετάδοση δεδομένων (π.χ. πακέτων) τόσο σε ενσύρματα όσο και στα ασύρματα δίκτυα. Ουσιαστικά αυτό που θέλουμε να βρούμε είναι τη χρονική στιγμή που θα εκπέμψει ο κάθε κόμβος. Αυτό που έχουμε να κάνουμε είναι να χωρίσουμε το χρόνο τις επικοινωνίας σε μικρότερες χρονικές μονάδες (time slot) και να ορίσουμε σε κάθε μία από αυτές τις χρονικές μονάδες σε ποιες συνδέσεις (link) θα έχουμε επικοινωνία. Η όλη διαδικασία θα πρέπει να γίνεται κάτω από την τήρηση κάποιων περιορισμών, πράγμα που καθιστά και πιο δύσκολη την όλη διαδικασία.

Για παράδειγμα ένας κόμβος δεν θα μπορεί σε κάποια χρονική μονάδα να λειτουργεί τόσο ως δέκτης όσο και σαν πομπός. Επίσης ένα άλλο θέμα που θα πρέπει να καθοριστεί είναι το πόσες χρονικές μονάδες (slot) του ευρύτερου χρονικού διαστήματος θα πρέπει να ανατεθούν σε κάθε σύνδεση (link) ώστε να ικανοποιούνται ταυτόχρονα και οι απαιτήσεις που έχουμε για τον εκάστοτε ρυθμό μετάδοσης .

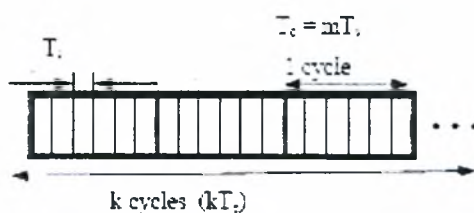
Η κάθε διαδρομή του δικτύου μας έχει κάποιες απαιτήσεις σε ρυθμούς μετάδοσης. Οι απαιτήσεις αυτές θα πρέπει να τηρούνται σε ολόκληρο το μήκος των διαδρομών. Με την χρονοδρομολόγηση θα πρέπει μέσα σε ένα πεπερασμένο αριθμό χρονικών στιγμών (πεπερασμένο frame length) να εξυπηρετούμε όλες τις διαδρομές του δικτύου. Επειδή το μήκος του κάθε frame είναι πεπερασμένο, δεν είναι πάντα εφικτή η εξυπηρέτηση των απαιτήσεων όλων των διαδρομών μέσα σε ένα frame. Έτσι προσπαθούμε να βρούμε πόσες χρονικές στιγμές (slot) απαιτεί κάθε σύνδεση μέσα ένα frame και στη συνέχεια το συνολικό αριθμό των χρονικών στιγμών (slot) του δικτύου. Στην περίπτωση που το μήκος του frame είναι αρκετά μικρό για να εξυπηρετήσει όλες τις απαιτήσεις των διαδρομών, τότε έχουμε ποσοστιαία ανάθεση χρονικών στιγμών στις συνδέσεις. Δηλαδή ανάλογα με τις απαιτήσεις της κάθε σύνδεσης (link) αναθέτουμε και συγκεκριμένο ποσοστό χρονικών στιγμών από τον συνολικό αριθμό των χρονικών στιγμών που έχουμε.

2.3.2 Τρόπος λειτουργίας χρονοδρομολόγησης

Τα δίκτυα, τα οποία για την επικοινωνία μεταξύ των κόμβων τους, βασίζονται στη χρήση ενδιάμεσων κόμβων (multi-hoc network), αντιμετωπίζουν σοβαρά προβλήματα στην διατήρηση του απαιτούμενου ρυθμού μετάδοσης καθ' όλο το μήκος του δικτύου. Οι κόμβοι που βρίσκονται σε μεγαλύτερη απόσταση από κάποιο κόμβο πηγή, έχουν λιγότερες πιθανότητες λήψης δεδομένων, σε σχέση με κάποιους κόμβους που βρίσκονται πιο κοντά στον κόμβο πηγή. Αυτό είναι και ένα φυσικό επακόλουθο των ασύρματων δικτύων. Έτσι όσο πιο πολλά ενδιάμεσα βήματα έχουμε τόσο μεγαλύτερος είναι και ο αριθμός των πακέτων που χάνονται. Το όλο πρόβλημα μπορεί να λυθεί με την διαίρεση του χρόνου σε επιμέρους μικρότερα χρονικά τμήματα (slot) και το καταμερισμό τους στις διάφορες συνδέσεις. Αυτός ο επιμέρους διαχωρισμός του χρόνου έχει ως κύριο στόχο την από άκρο σε άκρο μετάδοση των δεδομένων. Δηλαδή όταν θέλουμε να εξυπηρετήσουμε κάποια μετάδοση από κάποιο

αρχικό κόμβο σε κάποιο τελικό κόμβο, προσπαθούμε πρώτα να εξυπηρετήσουμε όλους τους κόμβους της συγκεκριμένης διαδρομής και στη συνέχεια κοιτάμε να αναθέσουμε κάποια slot και σε άλλους κόμβους άλλων διαδρομών.

Όπως είπαμε και πιο πριν ο χρόνος μας μπορεί να διαχωριστεί σε επιμέρους slots. Σε κάθε slot αντιστοιχίζεται κάποια χρονική διάρκεια T_s . Γενικά τα ίδια γεγονότα θα συμβαίνουν περιοδικά και έτσι τα ίδια slot θα επαναλαμβάνονται σε διαφορετικούς χρονικούς κύκλους. Έτσι ο κύκλος c θα αντιπροσωπεύει χρονική διάρκεια $T_c = m * T_s$ (όπου m είναι ο αριθμός των slot που αποτελούν τον κύκλο). Κατά την διάρκεια του κάθε slot του κάθε κύκλου, οι κόμβοι μπορούν να κάνουν μία από τις εξής τρεις λειτουργίες: α) να λειτουργούν ως δέκτες, β) να λειτουργούν ως πομποί και γ) να παραμένουν αδρανείς. Από τον αριθμό των slot κατά τα οποία κάποιος κόμβος λειτουργεί σαν δέκτης ή σαν πομπός μπορούμε να πάρουμε πληροφορίες για τις απαιτήσεις του συγκεκριμένου κόμβου. Επίσης τα slot κατά τα οποία ένας κόμβος δέχεται ή στέλνει πληροφορίες, τον επιτρέπουν να γνωρίζει αν και οι γειτονικοί κόμβοι είναι έτοιμοι να δεχτούν ή να στείλουν προς τον συγκεκριμένο κόμβο. Στο σχήμα που ακολουθεί βλέπουμε τον τρόπο με τον οποίο χωρίζουμε τον συνολικό χρόνο σε επιμέρους slot, τα οποία με την σειρά τους αποτελούν έναν κύκλο. Έτσι περιοδικά και μετά από έναν αριθμό από slot έχουμε επανάληψη των ίδιων slot. Ο κάθε κύκλος αποτελείται από m slot, πράγμα που σημαίνει ότι τα slot με αριθμό $s + m$ είναι το ίδιο slot s που επαναλαμβάνεται στους διάφορους κύκλους.



Σχήμα 5: Παράδειγμα χρονοδρομολόγησης

Για να αντιμετωπίσουμε το πρόβλημα της χρονοδρομολόγησης μπορούμε να ορίσουμε έναν πίνακα Ω διατάσεων $N * m$, όπου N είναι ο αριθμός των κόμβων του δικτύου και m ο αριθμός των slot έχουμε σε κάθε κύκλο. Αυτό που πρέπει να κάνουμε για να λυθεί το πρόβλημα της χρονοδρομολόγησης είναι να βρούμε σε ποια από τις παραπάνω τρεις καταστάσεις που ορίσαμε, ανήκει κάθε κόμβος και σε κάθε slot. Αρχικά όλοι οι κόμβοι, σε κάθε slot ανήκουν στην κατάσταση της ηρεμίας.

Σταδιακά όμως τους αντικαθιστάμε με τις άλλες δύο καταστάσεις σύμφωνα πάντα με τις απαιτήσεις του δικτύου και την τήρηση κάποιων περιορισμών. Στην περίπτωση που επιτευχθεί κάτι τέτοιο έχουμε φτάσει και στην τελική μας λύση.

2.3.3 Αρχικοποίηση χρονοδρομολόγησης

Δεν υπάρχει κάποιος γενικός κανόνας αρχικοποίησης της χρονοδρομολόγησης. Αυτό που γίνεται κατά κύριο λόγο, όταν έχουμε την είσοδο ενός νέου κόμβου στο δίκτυο είναι να ζητάει ανάθεση τόσων slot όσων απαιτεί συν έναν επιπλέον slot. Όλοι οι κόμβοι αρχικά βρίσκονται σε κατάσταση ηρεμίας. Οι κόμβοι στην αρχική τους κατάσταση είναι πλήρεις από ενέργεια και σταδιακά αποκτούν κάποιο δοκιμαστικό slot, ώστε να μπορέσουν να γνωστοποιήσουν την ύπαρξή τους και στους άλλους κόμβους (μέσω των δοκιμαστικών μηνυμάτων που στέλνουν).

2.4 Επιλογή μονοπατιών (disjoint path)

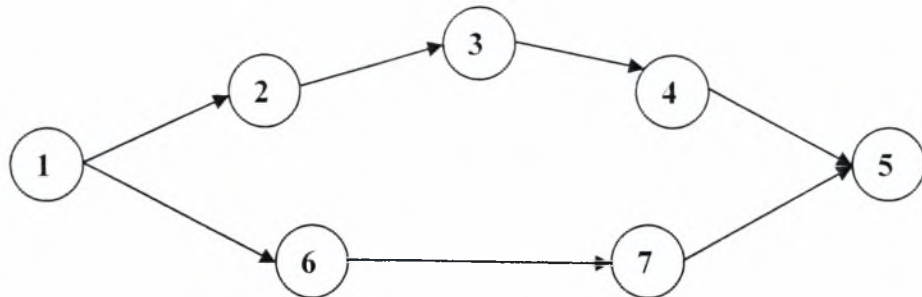
2.4.1 Εισαγωγικά στοιχεία

Σημαντικό ρόλο στην απόδοση των ασύρματων δικτύων, παίζει ο τρόπος με τον οποίο θα επιλέξουμε τις διαδρομές μέσω των οποίων θα γίνεται η μετάδοση των δεδομένων. Σε κλασικά προβλήματα της θεωρίας γραφημάτων, υπάρχει η τάση για την επιλογή των ελάχιστων μονοπατιών (shortest path) μέσα από ένα σύνολο δυνατών μονοπατιών [9]. Πολλές φορές η επιλογή μονοπατιών με περισσότερα ενδιάμεσα άλματα έχει πολύ καλύτερα αποτελέσματα πάνω στην εξοικονόμηση ισχύος, σε σχέση με την επιλογή μονοπατιών μεγάλων αλμάτων. Από την άλλη μεριά η τακτική των ελάχιστων αλμάτων έχει μικρότερη καθυστέρηση στην αποστολή των δεδομένων, αφού τα πακέτα δεν καθυστερούν στους ενδιάμεσους κόμβους περιμένοντας στην ουρά για να σταλούν. Ένας καλός τρόπος για την επιλογή ελαχίστων μονοπατιών είναι ο αλγόριθμος του DIJKSTRA [9]. Στην μελέτη μας θα χρησιμοποιήσουμε το proximity factor ως μία προσέγγιση για την επιλογή των μονοπατιών. Δηλαδή θα υπολογίζουμε την αλληλεπίδραση που θα έχει το κάθε

μονοπάτι με τα υπόλοιπα μονοπάτια του συστήματος και θα επιλέγουμε αυτό με τη μικρότερη αλληλεπίδραση.

2.4.2 Τι είναι το disjoint path

Στα τηλεπικοινωνιακά δίκτυα είναι πολλές φορές επιθυμητό το να βρίσκουμε μονοπάτια τα οποία να είναι disjoint. Δύο ή περισσότερα μονοπάτια είναι disjoint όταν μεταξύ μιας αρχικής πηγής και ενός τελικού προορισμού, έχουν σαν κοινούς κόμβους μόνο τον αρχικό και τελικό κόμβο και επομένως δεν μοιράζονται καμία κοινή σύνδεση (link). Το μήκος του κάθε μονοπατιού ορίζεται σαν το άθροισμα των συνδέσεων που το αποτελούν. Αυτές οι συνδέσεις θα πρέπει να ανήκουν το πολύ σε ένα μονοπάτι γιατί σε διαφορετική περίπτωση τα μονοπάτια δεν θα ήταν disjoint. Στη συνέχεια βλέπουμε ένα παράδειγμα ενός disjoint path:



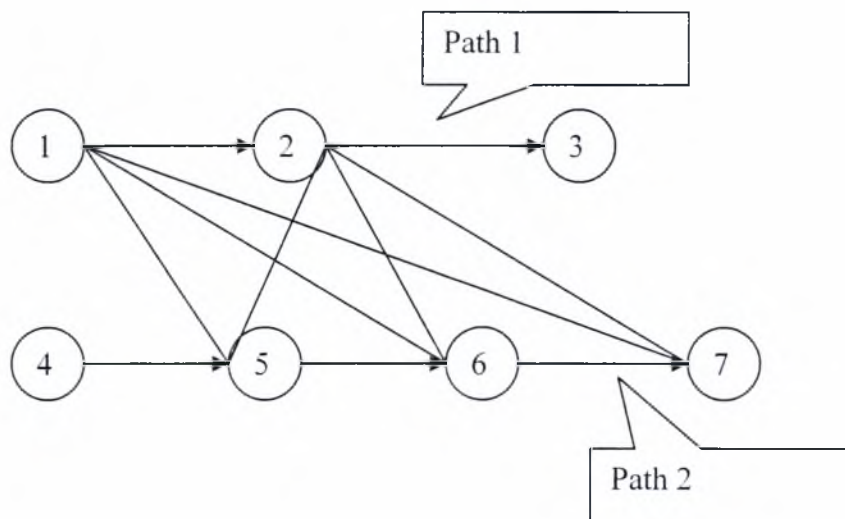
Σχήμα 6: disjoint path

Τα δύο μονοπάτια έχουν κοινούς κόμβους τον αρχικό κόμβο {1} και τελικό κόμβο {5}. Όλοι οι άλλοι κόμβοι ανήκουν σε ένα μόνο από τα δύο μονοπάτια. Αν χρησιμοποιούσαμε τον αλγόριθμο του dijkstra θα επιλέγαμε το δεύτερο μονοπάτι, το οποίο είναι και το μικρότερο σε μήκος (έχει 3 συνδέσεις έναντι 4 συνδέσεων του πρώτου μονοπατιού).

2.4.3 Proximity factor

Το proximity factor (συντελεστής εγγύτητας) είναι ένας τρόπος για την εκ των προτέρων αξιολόγηση των διάφορων διαδρομών του δικτύου, λαμβάνοντας υπόψη την κατανάλωση ενέργειας που έχουμε σε αυτές τις διαδρομές. Ο κύριος στόχος μας είναι να μπορέσουμε να περάσουμε κάποιες πληροφορίες στο MAC επίπεδο, ώστε στη συνέχεια να μπορέσουμε να κάνουμε την χρονοδρομολόγηση αυτών των μονοπατιών. Η διαδικασία του proximity factor είναι σε θέση να μας δώσει τα πλέον

κατάλληλα μονοπάτια. Στο σχήμα που ακολουθεί έχουμε δύο μονοπάτια διαφορετικών διαδρομών για τα οποία θα υπολογίσουμε το proximity factor.



Σχήμα 7: Διαδικασία υπολογισμού proximity factor μονοπατιών διαφορετικών διαδρομών

Ουσιαστικά αυτό που θέλουμε να κάνουμε είναι να επιλέξουμε για κάθε session το κατάλληλο μονοπάτι μέσα από ένα σύνολο δυνατών μονοπατιών (στην περίπτωση μας θα έχουμε να κάνουμε με δύο δυνατά μονοπάτια από τα οποία θα επιλέγουμε το ένα για κάθε session). Για να υπολογίσουμε το proximity factor αυτό που έχουμε να κάνουμε είναι το να πάρουμε κάθε N_1 link από το πρώτο μας μονοπάτι και κάθε N_2 link από το δεύτερο μονοπάτι και τα τοποθετούμε στην ίδια χρονική στιγμή (τα δύο αυτά μονοπάτια δεν ανήκουν στο ίδιο session). Στη συνέχεια κάνουμε τον έλεγχο ισχύος για αυτή την χρονική στιγμή και αν είναι εφικτή η ύπαρξή της (να ικανοποιούνται οι περιορισμοί $SINR$) υπολογίζουμε το συνολικό ποσό της εκπεμπόμενης ενέργειας. Το proximity factor ορίζεται σαν το συνολικό ποσό όλων των εκπεμπόμενων ενεργειών διαιρεμένο με τον συντελεστή $N_1 * N_2$. Έτσι για τα δύο μονοπάτια που έχουμε πιο πάνω. Η όλη διαδικασία γίνεται για όλα τα sessions του δικτύου μας, έως ότου για καθένα από αυτά επιλέξουμε κάποιο από τα δυνατά μονοπάτια που έχουμε. Στο τέταρτο κεφάλαιο θα δούμε ότι η επιλογή των μονοπατιών με την τεχνική του proximity factor, δεν επιλέγει πάντα τα μικρότερα

μονοπάτια για επικοινωνία (shortest path). Στη συνέχεια έχουμε την διαδικασία που γίνεται για τον υπολογισμό του proximity factor:

```
For i=1:N1          %το πρώτο μονοπάτι
  For j=1:N2        %το δεύτερο μονοπάτι
    If (abs (max (eig (G))) < (1/θ)) %υπάρχει εφικτό διάνυσμα
      beta1=inv (I-G);
      beta2= [g*0.01/G11
              g*0.01/G22];
      P=beta1*beta2;
      S (i,j)=sum (P);
    Else            %δεν υπάρχει εφικτό διάνυσμα
      P=0;
      S (i,j)=0;
    End
  End
End
End
PF= sum(S)/(N1*N2);
```

Σχήμα 8: Υπολογισμός proximity factor

Κεφάλαιο 3

Συνδυασμοί ελέγχου ισχύος, δρομολόγησης και χρονοδρομολόγησης

Εισαγωγικά

Στο κεφάλαιο που ακολουθεί θα εξετάσουμε τους ανά δύο συνδυασμούς των παραπάνω παραμέτρων. Θα δούμε με τη σειρά τους συνδυασμούς έλεγχος ισχύος με δρομολόγηση, έλεγχος ισχύος με χρονοδρομολόγηση και δρομολόγηση με χρονοδρομολόγηση. Στο τέλος θα εξετάσουμε συνολικά των συνδυασμό και των τριών παραμέτρων. Το κύριο θέμα με το οποίο θα ασχοληθούμε είναι το πώς η επιλογή τους επηρεάζει την κατανάλωση της ενέργειας και την απόδοση του δικτύου. Επιπλέον θα δούμε το πώς το ένα μέγεθος επηρεάζει το άλλο και τις μεταξύ τους αλληλεπιδράσεις.

3.1 Συνδυασμός ελέγχου ισχύος-δρομολόγησης

3.1.1 Εισαγωγικά στοιχεία

Η μελέτη του συνδυασμού ελέγχου ισχύος και δρομολόγησης είναι ένας καλός τρόπος μέσω του οποίου μπορούμε να αυξήσουμε την διάρκεια ζωής του δικτύου. Έτσι υπάρχουν συγκεκριμένα μέτρα μέσω των οποίων μπορούμε να δείξουμε ότι η χρήση αλγορίθμων ελαχίστου κόστους δρομολόγησης (shortest cost) σε σχέση με τους αλγορίθμους δρομολόγησης μικρότερων αλμάτων (shortest hop) μειώνουν το κόστος δρομολόγησης ανά πακέτο από 5% μέχρι 30% [10]. Ένα χαρακτηριστικό της χρήσης αλγορίθμων δρομολόγησης ελαχίστου κόστους είναι ότι η καθυστέρηση των πακέτων δεν αυξάνεται σε σχέση με την άλλη περίπτωση (πράγμα που θα το ανέμενε κανείς διότι εδώ μας ενδιαφέρει κατά κύριο λόγο το κόστος και όχι τα βήματα). Επίσης αυτά τα μέτρα που θα δούμε, μπορούν κάλλιστα να εφαρμοστούν και σε πρωτόκολλα δρομολόγησης των ad-hoc δικτύων.

3.1.2 Επισημάνσεις πάνω στα αδόμητα δίκτυα

Όπως έχουμε δει και σε προηγούμενο κεφάλαιο, σε ένα αδόμητο δίκτυο χρειαζόμαστε πολλά άλματα για να καταφέρουμε την επικοινωνία μεταξύ των διάφορων κόμβων του, η συνεργασία των οποίων (κόμβων) και διατηρεί την συνδεσιμότητα του δικτύου [6,7]. Αυτός ο τύπος δικτύων είναι αρκετά χρήσιμος, σε εφαρμογές όπου χρειάζεται ισχυρή συνδεσιμότητα μεταξύ των χρηστών. Μπορούν να χρησιμοποιηθούν σε νοσοκομεία, σε στρατιωτικές εφαρμογές, σε καταστάσεις καταστροφών και άλλων έκτατων αναγκών. Επειδή στις πιο πολλές φορές οι κόμβοι των ad-hoc δικτύων χρειάζεται να είναι έξω από κτήρια και σε περιοχές όπου δεν έχουμε άμεση πρόσβαση σε ενέργεια, θα πρέπει οι συσκευές που θα έχουμε στον εκάστοτε κόμβο, να μην είναι πολύ απαιτητικές από άποψη ενέργειας. Η κύρια πηγή ενέργειας είναι οι μπαταρίες για αυτό κύριος στόχος μας θα πρέπει να είναι η μεγιστοποίηση του χρόνου ζωής τους. Πολλές τεχνικές έχουν αναπτυχθεί για την επίτευξη αυτού του στόχου, όπου κατά κύριο λόγο βασίζονται στην μελέτη των διάφορων συστατικών του κόμβου και στην βελτιστοποίηση της καταναλισκόμενης ενέργειας σε κάθε ένα από αυτά τα συστατικά. Στην ενότητα αυτή θέλουμε να δούμε πως μπορούμε να ελαχιστοποιήσουμε την κατανάλωση της ενέργειας μέσω καλύτερης επιλογής αλγορίθμων δρομολόγησης. Μία σημαντική παρατήρηση είναι ότι η κατανάλωση της ενέργειας μειώνεται κατά πολύ όταν ο κόμβος βρίσκεται σε ουδέτερη κατάσταση και διπλασιάζεται όταν είναι σε κατάσταση εκπομπής. (κάτι τέτοιο ισχύει και στα κινητά τηλέφωνα, όταν μιλάμε καταναλώνεται μεγάλο ποσό από την ενέργεια της μπαταρίας και όταν βρίσκεται σε ουδέτερη κατάσταση ελαχιστοποιείται το ποσό της ενέργειας που καταναλώνεται). Μία βελτίωση που θα μπορούσε να γίνει πάνω στο πρωτόκολλο MAC είναι αυτή κατά την οποία ένας κόμβος δέχεται ένα πακέτο από έναν γειτονικό κόμβο ενώ κανονικά δεν θα έπρεπε να συμμετέχει στην επικοινωνία [10].

3.1.3 Τεχνικές ελέγχου ισχύος- δρομολόγησης

Η όλη δυσκολία στην κατασκευή αλγορίθμων δρομολόγησης πάνω σε αδόμητα δίκτυα εισέρχεται από το γεγονός ότι οι κόμβοι κινούνται συνεχώς πράγμα που αλλάζει και την τοπολογία του δικτύου. Αυτό δημιουργεί δύο στόχους τους οποίους

πρέπει να δούμε. Πρώτον, για να βελτιώσουμε την δρομολόγηση χρειαζόμαστε συχνή ενημέρωση για την τοπολογία του δικτύου (αφού είπαμε ότι οι κόμβοι κινούνται συνεχώς άρα αλλάζει συνεχώς και η τοπολογία του δικτύου) και δεύτερον αυτή η συχνή αλλαγή στην τοπολογία έχει επιπτώσεις και στα μηνύματα που στέλνονται μεταξύ των κόμβων (αναγνωριστικά για να γνωρίζουν τη θέση των άλλων κόμβων του δικτύου).

Μία τεχνική που μπορούμε να χρησιμοποιήσουμε για την εύρεση κατάλληλων διαδρομών ασύρματων δικτύων είναι ο συνδυασμός ελέγχου ισχύος με δρομολόγηση. Αρχικά υπολογίζουμε για κάθε δυνατή διαδρομή το ποσό της ενέργειας που χρειάζεται για να έχουμε μετάδοση δεδομένων από κάποιο αρχικό κόμβο σε κάποιο τελικό κόμβο. Εκτελούμε δηλαδή έλεγχο ισχύος για όλες τις διαδρομές του δικτύου μας. Κατά την διάρκεια του ελέγχου ισχύος λαμβάνουμε υπόψη μας και την αλληλεπίδραση που έχουμε από τις υπόλοιπες διαδρομές του δικτύου. Στη συνέχεια και αφού έχουμε υπολογίσει την καταναλισκόμενη ισχύς όλων των διαδρομών, επιλέγουμε για επικοινωνία εκείνες τις διαδρομές με την ελάχιστη δυνατή κατανάλωση ενέργειας. Περνάμε δηλαδή στη φάση της δρομολόγησης. Αν για κάποια διαδρομή έχουμε ένα μόνο δυνατό μονοπάτι για την επικοινωνία του αρχικού κόμβου με τον τελικό κόμβο, τότε θα μπορούσαμε κατευθείαν να το επιλέξουμε για επικοινωνία αφού δεν έχουμε άλλη εναλλακτική επιλογή.

Μία δεύτερη τεχνική που μπορούμε να χρησιμοποιήσουμε είναι αυτή κατά την οποία επιλέγουμε πρώτα τα μονοπάτια και στη συνέχεια κάνουμε τον έλεγχο ισχύος πάνω σε αυτές τις επιλογές. Έτσι για κάθε διαδρομή επιλέγουμε ένα από τα δυνατά μονοπάτια που έχουμε διαθέσιμα. Η επιλογή αυτή μπορεί να γίνει είτε τυχαία, είτε με διάφορα άλλα κριτήρια (shortest path). Στη συνέχεια κάνουμε τον έλεγχο ισχύος για την συγκεκριμένη επιλογή μονοπατιών και εξετάζουμε αν έχουμε μικρότερη συνολική κατανάλωση ισχύος από προηγούμενα σενάρια. Έτσι μπορούμε να καταλήξουμε στην επιλογή των μονοπατιών, με μία αρκετά χρονοβόρα διαδικασία. Είναι φανερό ότι η πρώτη τεχνική μπορεί να μας οδηγήσει σε καλύτερα δυνατά αποτελέσματα, με διαδικασίες λιγότερο χρονοβόρες σε σχέση με τη δεύτερη τεχνική.

3.2 Συνδυασμός ελέγχου ισχύος-χρονοδρομολόγησης

3.2.1 Εισαγωγικά

Υπάρχουν δύο κίνητρα για την εξέταση του συνδυασμού ελέγχου ισχύος χρονοδρομολόγησης. Το ένα είναι ο περιορισμός της αλληλεπίδρασης μεταξύ των συνδέσεων και το άλλο είναι η μείωση της καταναλισκόμενης ισχύος ώστε να αυξήσουμε την διάρκεια ζωής των κόμβων του δικτύου. Εμείς επικεντρωνόμαστε στο γεγονός ότι οι κόμβοι θέλουν να στείλουν πακέτα πληροφοριών σε συγκεκριμένους αποδέκτες, με ταυτόχρονη αντιμετώπιση του προβλήματος των παρεμβολών και του θορύβου. Το παραπάνω πρόβλημα μπορεί να λυθεί με τη χρήση των δύο φάσεων α) χρονοδρομολόγησης και β) ελέγχου ισχύος. Με τον αλγόριθμο χρονοδρομολόγησης (των Tamer ElBatt και Antony Ephremides[11]) αντιμετωπίζεται το πρόβλημα της μεγάλης αλληλεπίδρασης που υπάρχει μεταξύ εξαρτώμενων χρηστών και το οποίο δεν μπορεί να αντιμετωπιστεί από τον έλεγχο ισχύος. Αντίθετα ο έλεγχος ισχύος χρησιμοποιείται για τον καθορισμό του διανύσματος των ενεργειών εκπομπής των κόμβων. Όταν δεν μπορούμε να βρούμε κάποιο εφικτό διάνυσμα τότε εισέρχεται ο αλγόριθμος χρονοδρομολόγησης, ο οποίος και μας προσφέρει λύση στο πρόβλημα.

3.2.2 Συνδυασμένος αλγόριθμος

Στην συνέχεια έχουμε ένα συνδυασμένο αλγόριθμο των φάσεων χρονοδρομολόγησης και ελέγχου ισχύος [11]. Ο συγκεκριμένος αλγόριθμος εκτελείται στο ξεκίνημα κάθε χρονικής στιγμής (time slot) ώστε στην συνέχεια να είμαστε σε θέση να ελαχιστοποιήσουμε προβλήματα παρεμβολών μεταξύ των συνδέσεων του δικτύου. Αυτό που προσπαθούμε να κάνουμε είναι να βρούμε τις συνδέσεις με την μικρότερη μεταξύ τους αλληλεπίδραση, ώστε στη συνέχεια να τις τοποθετήσουμε στις ίδιες χρονικές στιγμές. Το αντικείμενο του αλγορίθμου έχει δύο στόχους. Από την μία να αποφασίσει για το σύνολο των χρηστών που θα εκπέμψουν στην ίδια χρονική στιγμή και από την άλλη να καθορίσει το διάνυσμα των ενεργειών $P = (P_1, P_2, \dots, P_k)$ με το οποίο θα επιτύχουμε τους *SINR* και *BER* περιορισμούς. Τα παραπάνω γίνονται κατά την διάρκεια των φάσεων χρονοδρομολόγησης και ελέγχου ισχύος αντίστοιχα. Πριν προχωρήσουμε στον αλγόριθμο θα δούμε κάποιες διευκρινήσεις πάνω στην χρονοδρομολόγηση και στον έλεγχο ισχύος.

α) ένας κόμβος δεν μπορεί να λειτουργεί και σαν πομπός και σαν δέκτης την ίδια χρονική στιγμή

β) ένας κόμβος δεν μπορεί να δέχεται πακέτα από περισσότερους από έναν κόμβο σε κάποια χρονική στιγμή

γ) ένας κόμβος ο οποίος δέχεται πακέτα από κάποιο άλλο γειτονικό, θα πρέπει να απέχει από όλες τις άλλες εκπομπές τουλάχιστον απόσταση D . Το D καθορίζεται αρχικά από το σύστημα και εξαρτάται από τις παραμέτρους του δικτύου

δ) σε ένα δίκτυο όπου έχουμε m links, θέλουμε να βρούμε το διάνυσμα των $P_{ij} > 0$, το οποίο και ικανοποιεί το παρακάτω πρόβλημα:

$$\min_{P_{ij}} \sum_{m, links} P_{ij}$$
$$\text{s.t. } SINR_{ij} \geq \theta$$

Δηλαδή θέλουμε να βρούμε το διάνυσμα των ενεργειών εκπομπής P_{ij} , το άθροισμα των οποίων να είναι το ελάχιστο δυνατόν, όμως ταυτόχρονα πρέπει και οι απαιτήσεις του SINR να διατηρούνται πάνω από καθορισμένο κατώφλι [3].

Οι παραπάνω επισημάνσεις οδηγούν στο συμπέρασμα [11] ότι είναι προτιμότερο να εξετάσουμε την βασιμότητα κάποιων σεναρίων εκπομπής και από αυτά τα σεναρία να βρούμε αυτό με την συνολικά ελάχιστη κατανάλωση ενέργειας. Επίσης ο αποκλεισμός των μεγάλων αλληλεπιδράσεων είναι απαραίτητο να γίνεται στη φάση της χρονοδρομολόγησης και πριν περάσουμε στη φάση του ελέγχου ισχύος, όπου κάτι τέτοιο είναι δύσκολο να γίνει.

3.2.3 Δομή του αλγορίθμου

Πρώτα πρέπει να τονίσουμε ότι ο αλγόριθμος εκτελείται πριν από κάθε frame, όπου το frame αποτελείται από χρονικές στιγμές (slots). Τα βήματα του αλγορίθμου είναι (σύμφωνα πάντα με τους Tamer ElBatt και Antony Ephemides[11]):

α) αρχικά δίνεται ένα σενάριο εκπομπής για το slot i

β) εξετάζουμε εάν αυτό το σενάριο είναι έγκυρο (στην περίπτωση που δεν είναι ψάχνουμε για το βέλτιστο έγκυρο σύνολο χρηστών)

γ) τρέχουμε τον κατανεμημένο αλγόριθμο ελέγχου ισχύος για το παραπάνω έγκυρο σενάριο

δ)εξετάζουμε αν το διάνυσμα των ενεργειών που βρήκαμε στο προηγούμενο βήμα ικανοποιεί την εγκυρότητα του σεναρίου (αλλιώς επιστρέφουμε στο βήμα γ και ξανατρέχουμε τον αλγόριθμο ελέγχου ισχύος)

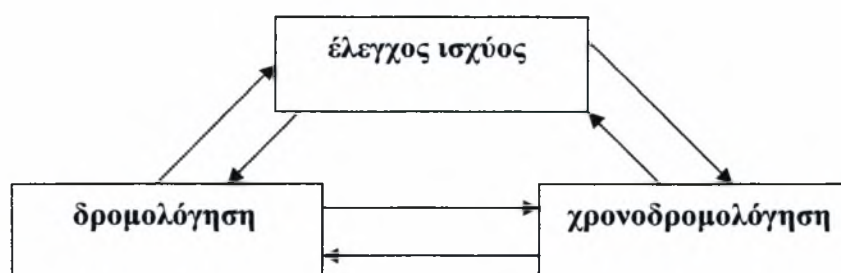
ε)οι κόμβοι χρησιμοποιούν το σύνολο των ενεργειών $P = (P_1, P_2, \dots, P_k)$ που βρήκαμε ώστε να στείλουν τα πακέτα τους

στ)περνάμε στο επόμενο slot

3.2.4 Συμπεράσματα

Στον παραπάνω αλγόριθμο έχουμε δύο κύρια προβλήματα. Το πρώτο είναι το ότι προσπαθούμε να βρούμε το μεγαλύτερο σύνολο χρηστών σε κάποιο slot, το οποίο και να είναι έγκυρο. Ενώ το δεύτερο πρόβλημα είναι ότι προσπαθεί ο αλγόριθμος να βρει το σύνολο των ενεργειών που ικανοποιούν συνάμα τους περιορισμούς των $SINR$. Η πολυπλοκότητα των προβλημάτων εξαρτάται από τον αριθμό των χρηστών που συμμετέχουν στο σενάριο. Μία λάθος τακτική που μπορεί να ακολουθηθεί είναι το να προσπαθήσουμε να βελτιστοποιήσουμε το πρόβλημα slot by slot. Θα πρέπει να το δούμε σε μεγαλύτερες χρονικές περιόδους.

3.3 Συνδυασμός ελέγχου ισχύος-δρομολόγησης-χρονοδρομολόγησης



Σχήμα 9: Εξάρτηση των τριών παραμέτρων (δρομολόγησης, ελέγχου ισχύος και χρονοδρομολόγησης)

3.3.1 Εισαγωγικά

Στις προηγούμενα εδάφια είδαμε πως ο ανά δύο συνδυασμός των παραμέτρων δρομολόγησης, χρονοδρομολόγησης, έλεγχος ισχύος μπορούν να μας βοηθήσουν στην εξοικονόμηση ενέργειας με απώτερο στόχο να μπορέσουμε να αυξήσουμε την διάρκεια ζωής του δικτύου μας. Ο συνδυασμός αυτών των τριών παραπάνω παραμέτρων θα μπορέσει να μας οδηγήσει στα καλύτερα δυνατά αποτελέσματα. Ταυτόχρονα με όλα τα παραπάνω θα πρέπει να φροντίσουμε ώστε να διατηρούμε ένα ικανοποιητικό ρυθμό μετάδοσης των πληροφοριών και το ποσοστό των λαθών να μην υπερβαίνει κάποιο κατώφλι. Σύμφωνα με προηγούμενες έρευνες πάνω στο συγκεκριμένο θέμα [12,17,19,20]), το πρώτο πράγμα που πρέπει να κάνουμε είναι να βρούμε μία πολιτική επιλογής χρονοδρομολόγησης- ελέγχου ισχύος που να ελαχιστοποιεί την συνολική εκπεμπόμενη ενέργεια του δικτύου με ταυτόχρονη διατήρηση του λόγου SINR πάνω από κάποιο συγκεκριμένο κατώφλι. Έτσι στη συνέχεια μπορούν να χρησιμοποιηθούν αλγόριθμοι εύρεσης μονοπατιών ελαχίστου κόστους, που να οδηγήσουν σε βέλτιστη δρομολόγηση του δικτύου.

3.3.2 Τρόποι συνδυασμού των παραπάνω παραμέτρων

Υπάρχουν διάφοροι τρόποι με τους οποίους μπορούμε να συνδυάσουμε τις διαδικασίες έλεγχος ισχύος, δρομολόγηση και χρονοδρομολόγηση. Στις μελέτες που κάνουμε στο τέταρτο κεφάλαιο χρησιμοποιούμε τρεις συνδυασμούς αυτών των παραμέτρων. Κατά τον πρώτο τρόπο, κάνουμε αρχικά έλεγχο ισχύος σε συνδυασμό με δρομολόγηση και στην συνέχεια αν προκύπτουν κάποια εφικτά διανύσματα ενεργειών, προχωράμε στην χρονοδρομολόγηση των μονοπατιών που βρήκαμε. Κατά τον δεύτερο τρόπο μπορούμε να συνδυάσουμε αρχικά την χρονοδρομολόγηση με τον έλεγχο ισχύος και έπειτα να προσπαθήσουμε να βρούμε εφικτές διαδρομές (μέσω της δρομολόγησης) που να ικανοποιούν τα παραπάνω. Στον τρίτο τρόπο ο οποίος και μας δίνει και καλύτερα αποτελέσματα από άποψη εξοικονόμησης ισχύος κάνουμε συγχρόνως έλεγχο ισχύος, δρομολόγηση και χρονοδρομολόγηση. Σε αυτήν την περίπτωση επιλέγουμε με έλεγχο ισχύος το μονοπάτι με την μικρότερη κατανάλωση ισχύος και στη συνέχεια με χρονοδρομολόγηση και δρομολόγηση επιλέγουμε και τα υπόλοιπα μονοπάτια. Καθοριστικό ρόλο και στους τρεις τρόπους που έχουμε παραπάνω, παίζει το μέγεθος proximity factor.

3.3.3 Συμπεράσματα

Το κύριο πρόβλημα που δημιουργείται στα αδόμητα δίκτυα έχει να κάνει με την έλλειψη κάποιου κεντρικού κόμβου, που να έχει γνώση των υπολοίπων κόμβων, του δικτύου, των συνδέσεων καθώς και συντονισμό τους. Να είναι αυτός που θα αποφασίζει για τις όλες εκπομπές και για κάθε σημαντική απόφαση που αφορά το δίκτυο. Για να αντιμετωπιστεί το συγκεκριμένο πρόβλημα, είναι απαραίτητη η ύπαρξη κατανεμημένων τεχνικών που θα βοηθήσουν τόσο την δρομολόγηση όσο και την χρονοδρομολόγηση. Ένας κατανεμημένος αλγόριθμος δρομολόγησης, που βασίζεται στον Bellman-Ford αλγόριθμο δείχνει να είναι ιδανικός για τα ad-hoc δίκτυα (αφού έτσι μπορούμε να βρούμε ελάχιστες διαδρομές) [17].

Επίσης και για τον έλεγχο ισχύος μπορούμε να χρησιμοποιήσουμε έναν κατανεμημένο αλγόριθμο με τον περιορισμό $P < P_{\max}$, ο οποίος και χρησιμοποιεί σαν μέτρο το $SINR$ για να ανανεώνει τις τιμές των ισχύων. Όταν οι απαιτήσεις του ρυθμού $SINR$ δεν ικανοποιούνται, τότε πρέπει να μετακινήσουμε κάποια link από τις εκάστοτε δρομολογήσεις.

Κεφάλαιο 4

Εύρεση αλγορίθμων δρομολόγησης, ελέγχου ισχύος, χρονοδρομολόγησης

Στην ενότητα που ακολουθεί θα γίνουν κάποιες μελέτες πάνω στο συνδυασμό των τριών παραπάνω παραμέτρων. Θα δούμε πως με τη χρήση πέντε προτεινόμενων αλγορίθμων, μπορούμε αρχικά να κάνουμε έλεγχο ισχύος και δρομολόγηση και έπειτα τα μονοπάτια που θα βρούμε να τα κάνουμε scheduling με τη χρήση των τεχνικών που παρουσιάζονται στη μελέτη [4]. Ουσιαστικά χωρίζουμε το πρόβλημά μας σε δύο φάσεις. Στην πρώτη φάση κάμουμε τον έλεγχο ισχύος και την δρομολόγηση ενώ στη δεύτερη φάση την χρονοδρομολόγηση. Αυτό ισχύει για τους δύο πρώτους αλγορίθμους μας. Στο τρίτο αλγόριθμό μας ακολουθούμε διαφορετική τακτική. Κάνουμε πρώτα έλεγχο ισχύος και χρονοδρομολόγηση και έπειτα την δρομολόγηση. Όλα αυτά θα τα δούμε και αναλυτικά στη συνέχεια. Το περιβάλλον στο οποίο εργαζόμαστε είναι το matlab, μέσω του οποίου μπορούμε να κάνουμε σημαντικές μετρήσεις και να ταυτόχρονα να παράγουμε τις γραφικές παραστάσεις αυτών.

4.1.1 Χαρακτηριστικά του συστήματος

Το σύστημά μας είναι ένα ασύρματο δίκτυο με N αδόμητους κόμβους. Αποτελείται από διάφορες διαδρομές (sessions) όπου για κάθε διαδρομή έχουμε εναλλακτικά μονοπάτια (path). Ουσιαστικά μία διαδρομή χαρακτηρίζεται από το ζεύγος αρχικός κόμβος- τελικός κόμβο, ενώ ένα μονοπάτι από τους ενδιάμεσους κόμβους που συνδέουν αυτό το ζεύγος. Στις μελέτες μας χρησιμοποιούμε τρεις διαδρομές, με δύο εναλλακτικά μονοπάτια για κάθε μία από αυτές. Οι N κόμβοι που αποτελούν το δίκτυό μας εκπέμπουν με ισχύ $P(i)$ (όπου i οι κόμβοι του συστήματος) μικρότερη από μία μέγιστη ισχύ P_{\max} . Επίσης μεταξύ των κόμβων των μονοπατιών έχουμε τις εκάστοτε συνδέσεις (link), όπου κάθε σύνδεση χαρακτηρίζεται από τον εκάστοτε ρυθμό $SINR$ ο οποίος πρέπει να είναι μεγαλύτερος από κάποιο κατώφλι θ . Στις μετρήσεις μας θα θεωρήσουμε κοινό το κατώφλι θ για όλες τις συνδέσεις μας. Ακόμη θα πρέπει να ικανοποιείται και ο

ρυθμός λαθών (BER) για κάθε σύνδεση. Ο ρυθμός λαθών θα ικανοποιείται μέσω της ικανοποίησης του κατώφλιου θ (υπαισέρχεται στο υπολογισμό του θ) [4].

$$\text{Έτσι θα έχουμε: } BER = 0.2 * \exp\left[\frac{-1.5 * SINR}{M - 1}\right]$$

$$\text{από όπου προκύπτει: } SINR > \frac{-\ln(5 * \varepsilon) * (M - 1)}{1.5} = \theta$$

Ο ρυθμός $SINR$ θα πρέπει να ικανοποιείται κατά ένα ελάχιστο κατώφλι θ ενώ ο ρυθμός λαθών BER κατά ένα μέγιστο κατώφλι ε (να μην υπερβαίνει ένα συγκεκριμένο κατώφλι).

Θα πρέπει ακόμη να τονίσουμε ότι μία σύνδεση δεν μπορεί να ανήκει σε δύο μονοπάτια (για να είναι τα μονοπάτια μας disjoint σύμφωνα 2.4 κεφάλαιο) επομένως και όλοι οι κόμβοι εκτός από τους κόμβους πηγές και κόμβους τελικούς προορισμούς θα ανήκουν σε ένα μόνο μονοπάτι. Ακόμη κόμβοι οι οποίοι δεν συμμετέχουν καθόλου σε κάποιο μονοπάτι θα θεωρούμε ότι βρίσκονται σε κατάσταση ηρεμίας και δε θα τους λαμβάνουμε υπόψη ούτε στους υπολογισμούς μας ούτε και στις γραφικές παραστάσεις. Στον πίνακα που ακολουθεί βλέπουμε κάποιες παραμέτρους του συστήματος με τις τιμές που μπορούν να πάρουν:

Παράμετροι	Τιμές
<i>κόμβοι</i> N	20 – 60
<i>sessions</i>	3
<i>path</i>	2 ανά <i>session</i>
P_{\max}	10
$SINR$	$\geq \theta$
BER	$\leq \varepsilon$
<i>θόρυβος</i> n_0	0.01

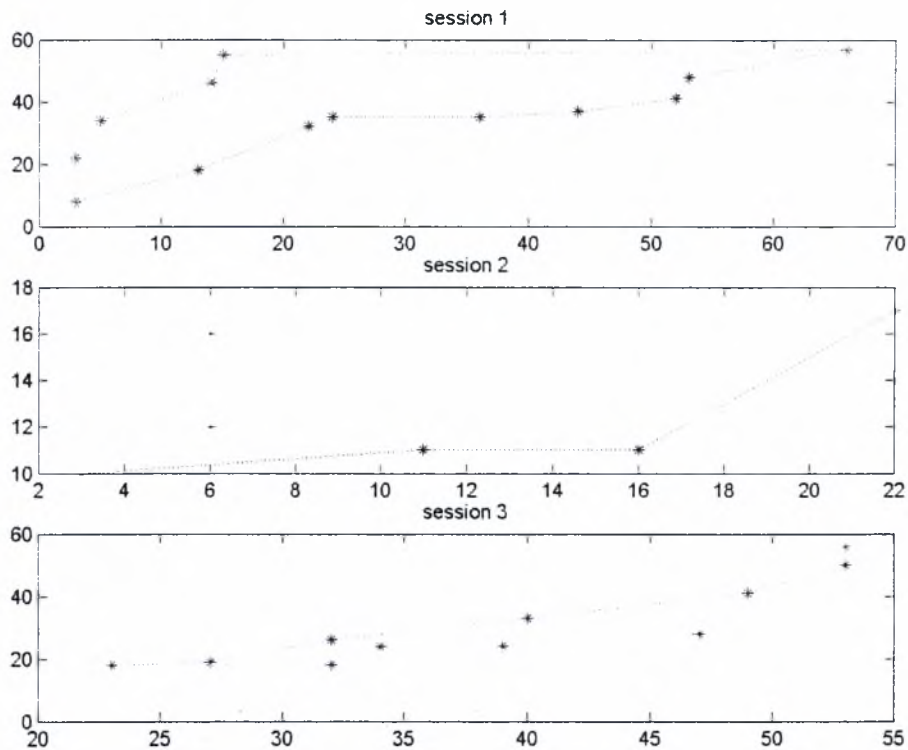
Πίνακας 1: Χαρακτηριστικά του συστήματος

4.1.2 Παραγωγή δικτύων (τοπολογίες)

Πριν περάσουμε στην αναλυτική μελέτη των αλγορίθμων μας, θα ήταν καλό να δούμε τις τοπολογίες δικτύων πάνω στις οποίες θα εργαστούμε. Για να μπορέσουμε να βγάλουμε συμπεράσματα από τους διάφορους αλγορίθμους, είναι απαραίτητο να εξετάσουμε κάθε φορά τα αποτελέσματά τους πάνω σε κοινές τοπολογίες. Δηλαδή

να τρέχουμε όλους τους αλγορίθμους πάνω σε μία τοπολογία και συνέχεια να περνάμε σε επόμενη τοπολογία. Αυτό που κάνουμε είναι να παράγουμε πρώτα κάποιες τοπολογίες (με τη χρήση του αρχείου `topologies.m`), να τις αποθηκεύουμε και στη συνέχεια να τις καλούμε από τους εκάστοτε αλγορίθμους.

Το επίπεδο στο οποίο μπορούν να βρίσκονται οι κόμβοι μας έχει μέγεθος 100×100 . Κάθε μονοπάτι αποτελείται από τρεις έως δέκα κόμβους. Κοινοί κόμβοι μπορούν να είναι μόνο ο αρχικός και ο τελικός. Επίσης για μεγαλύτερη ευκρίνεια στα αποτελέσματά μας σχεδιάζουμε την κάθε διαδρομή (session) σε ξεχωριστό παράθυρο αλλά ουσιαστικά ανήκουν στο ίδιο δίκτυο (τοπολογία). Στο σχήμα που ακολουθεί βλέπουμε μία ενδεικτική τοπολογία:



Σχήμα 10: Ενδεικτική τοπολογία

4.2.1 Υπολογισμός κέρδους G

Σε όλους τους αλγορίθμους- προσεγγίσεις που εφαρμόζουμε στις μελέτες μας είναι απαραίτητη η γνώση του κέρδους G που έχουμε μεταξύ των διάφορων κόμβων. Έτσι με την κατασκευή κάποιων βοηθητικών συναρτήσεων, θα είμαστε σε θέση να υπολογίζουμε το κέρδος G τόσο για μία εκπομπή και αλληλεπίδραση από ένα μονοπάτι, όσο και για μία εκπομπή και αλληλεπίδραση από δύο μονοπάτια.

Επίσης μπορούμε να υπολογίσουμε το G και για την περίπτωση όπου δεν έχουμε καθόλου αλληλεπίδραση αλλά μόνο εκπομπή μεταξύ δύο κόμβων του ίδιου μονοπατιού.

Για τον υπολογισμό του κέρδους G για εκπομπή από τον κόμβο A στον κόμβο B (όταν δεν έχουμε αλληλεπίδραση) χρησιμοποιούμε την εξίσωση:

$$G = \left(\frac{1}{d^k}\right) * X, \text{ όπου το } d \text{ είναι η απόσταση των κόμβων } A \text{ και } B, \text{ το } k \text{ είναι ένας}$$

συντελεστής που παίρνει την τιμή 2 για τιμές της απόστασης d μικρότερες του 30 και την τιμή 4 όταν η απόσταση των κόμβων είναι μεγαλύτερη από 30 και αυτό γιατί όσο πιο κοντά θα βρίσκονται οι A και B τόσο πιο μεγάλο θα πρέπει να είναι το κέρδος G . Το X είναι μία γκαουσιανή μεταβλητή, οι τιμές της οποίας κυμαίνονται από 0.8 μέχρι 1. Στην συνέχεια και όταν θέλουμε να υπολογίσουμε το κέρδο G για την περίπτωση που έχουμε εκπομπή από τον κόμβο A στον B (ενός μονοπατιού) και από τον κόμβο Γ στον Δ (ενός άλλου μονοπατιού) θα πρέπει να βρούμε και τις αλληλεπιδράσεις μεταξύ των δύο συνδέσεων. Έτσι ο πίνακας G θα είναι:

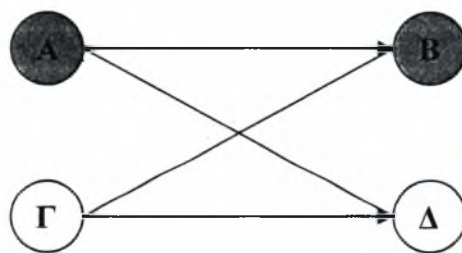
$$G = \begin{bmatrix} 0 & G_{\Gamma B}/G_{AB} \\ G_{A\Delta}/G_{\Gamma\Delta} & 0 \end{bmatrix}$$

Όπου: $G_{\Gamma B}$ είναι το κέρδος από τον πομπό Γ στο δέκτη B

G_{AB} είναι το κέρδος από τον πομπό A στο δέκτη B

$G_{A\Delta}$ είναι το κέρδος από τον πομπό A στο δέκτη Δ

$G_{\Gamma\Delta}$ είναι το κέρδος από τον πομπό Γ στο δέκτη Δ



Σχήμα 11: Σύστημα με δύο εκπομπές διαφορετικών μονοπατιών

Στην περίπτωση που θέλουμε να βρούμε το κέρδος G για τρεις συνδέσεις κάνουμε την ίδια διαδικασία μόνο που τώρα ο πίνακας G θα είναι 3×3 . Στην συνέχεια και αφού βρούμε το αντίστοιχο G , εξετάζουμε κάθε φορά αν υπάρχει εφικτό διάνυσμα ισχύων που να τον ικανοποιεί. Στην περίπτωση που δεν υπάρχει

εφικτό διάνυσμα ισχύων σημαίνει ότι δεν μπορούμε να έχουμε στην ίδια χρονική στιγμή τις συγκεκριμένες εκπομπές.

4.2.2 Εξέταση εφικτών διανυσμάτων (feasibility)

Από την στιγμή που έχουμε υπολογίσει το κέρδος G για ένα ζευγάρι εκπομπών, θα πρέπει να εξετάσουμε κατά πόσο υπάρχει εφικτό διάνυσμα ισχύων που να το ικανοποιεί. G είναι θετικός και σύμφωνα με το θεώρημα Perron Frobenius έχει ακριβώς μία θετική και πραγματική ιδιοτιμή λ , όπου το λ είναι η μέγιστη από τις ιδιοτιμές του πίνακα G [5]. Είναι αποδεδειγμένο ότι υπάρχει ένα θετικό και πεπερασμένο διάνυσμα ισχύων P , που να ικανοποιεί την σχέση: $P > G \cdot P + \beta$ αν και μόνο αν η ιδιοτιμή λ είναι μικρότερη της μονάδας ($\lambda < 1$) [18]. Εμείς στις μελέτες μας και επειδή έχουμε κοινό κατώφλι θ για όλες τις συνδέσεις, βγάζουμε το θ ως κοινό παράγοντα από τον πίνακα κέρδους G , οπότε η ιδιοτιμή λ θα πρέπει να είναι μικρότερη από $\lambda < 1/\theta$. Από τη στιγμή που ισχύει αυτός ο περιορισμός τότε θα υπάρχει και διάνυσμα: $[P1 \ P2]^T = (I-G)^{-1} \cdot [\theta \cdot \sigma^2 / G_{11} \ \theta \cdot \sigma^2 / G_{22}]^T$ που μας δίνει τις ισχύς με τις οποίες θα εκπέμπουν οι πομποί ώστε να έχουμε επιτυχημένες μεταδόσεις. Στη συνέχεια βλέπουμε τον τρόπο με τον εξετάζουμε αν υπάρχει εφικτό διάνυσμα ισχύων για δύο εκπομπές:

```

If (abs (max (eig (G))) < (1/θ)) %υπάρχει εφικτό διάνυσμα
beta1=inv (I-G);
beta2=[g*0.01/G11
g*0.01/G22];
P=beta1*beta2;
S=sum (p);
Else %δεν υπάρχει εφικτό διάνυσμα
P=0;
S=0;
End

```

Σχήμα 12: Εξέταση εφικτών διανυσμάτων

4.3 Μελέτη αλγορίθμων

Στη συνέχεια θα περάσουμε στο πιο σημαντικό κομμάτι της μελέτης μας, που είναι η εξέταση των πέντε αλγορίθμων μέσω των οποίων θα δούμε πως μπορούμε να κάνουμε δρομολόγηση με έλεγχο ισχύος και έπειτα χρονοδρομολόγηση. Σε όλες τις περιπτώσεις που θα δούμε πρέπει να ικανοποιούνται δύο κύρια χαρακτηριστικά του δικτύου μας: α) ένας καθορισμένος σηματοθορυβικός λόγος σε όλο το μήκος των

διαδρομών μας και β) να ικανοποιείται ο ρυθμός των επιτρεπόμενων λαθών (δηλαδή το BER να μην ξεπερνάει το κατώφλι ϵ που είδαμε και πιο πάνω).

Το σύστημά μας αποτελείται από 3 διαδρομές (sessions) των δύο εναλλακτικών μονοπατιών (paths) και από κάθε διαδρομή θέλουμε να επιλέξουμε το μονοπάτι με την μικρότερη κατανάλωση ισχύος. Τα αποτελέσματα για το ποιος αλγόριθμος έχει καλύτερες επιπτώσεις στην κατανάλωση ισχύος θα τα δούμε αναλυτικά στο 5 κεφάλαιο.

4.3.1 Αλγόριθμος A

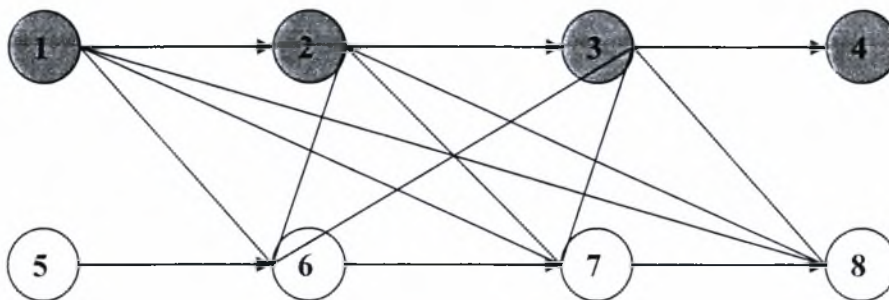
Ο αλγόριθμος A έχει ως κύριο χαρακτηριστικό ότι διαχωρίζει την επιλογή της δρομολόγησης από την χρονοδρομολόγηση. Πριν αρχίσουμε την εκτέλεση του αλγορίθμου, όλα τα μονοπάτια αντιστοιχίζονται στην μηδενική κατάσταση, δηλαδή δεν έχουν επιλεγεί για κάποιο session. Αρχικά θεωρούμε ότι δεν υπάρχει καμία αλληλεπίδραση μεταξύ των μονοπατιών του δικτύου μας. Από τα 6 μονοπάτια που αποτελούν το σύστημά μας, επιλέγουμε εκείνο που έχει την συνολικά μικρότερη κατανάλωση ισχύος (σε όλους τους κόμβους του) για μία μετάδοση από τον κόμβο πηγή στο κόμβο τελικό προορισμό. Το μόνο μέγεθος που λαμβάνουμε υπόψη είναι ο θόρυβος σ^2 . Ο τρόπος με τον οποίο υπολογίζουμε την ισχύς ενός μονοπατιού φαίνεται στη συνέχεια:

```
For i=1: n (A)      % ο αριθμός των κόμβων του μονοπατιού A
    P (i) =  $\theta * 0.01 / G$ ; % το  $\sigma^2 = 0.01$ 
End
S=sum (P);        % η συνολική ισχύς για το μονοπάτι
```

Σχήμα 13: Εύρεση ισχύος

Έτσι καταλήγουμε στην επιλογή κάποιου μονοπατιού, το μονοπάτι αυτό περνάει από την μηδενική κατάσταση στην κατάσταση μονάδας (δηλαδή συμμετέχει σε κάποιο session), και τα υπόλοιπα μονοπάτια του συγκεκριμένου session (ένα στην προκειμένη περίπτωση) απορρίπτονται από το σύστημά μας. Και αυτό γιατί δεν υπάρχει λόγος ύπαρξής τους από την στιγμή που βρήκαμε το καλύτερο δυνατό μονοπάτι (σύμφωνα με τον αλγόριθμο A) για τη συγκεκριμένη διαδρομή. Μέχρι τώρα έχουμε καταλήξει στην επιλογή ενός μονοπατιού, στην απόρριψη ενός μονοπατιού και στην αναμονή τεσσάρων μονοπατιών.

Στη συνέχεια περνάμε στην επιλογή μονοπατιού για κάποια άλλη διαδρομή. Από τα 4 μονοπάτια που απομένουν υπολογίζουμε το proximity factor τους με το επιλεγμένο μονοπάτι. Αυτό το μονοπάτι που έχει το μικρότερο proximity factor με την διαδρομή που επιλέξαμε στο βήμα 1, είναι τελικά αυτό που συμμετέχει στο σύστημά μας. Στη συνέχεια απομακρύνουμε τα υπόλοιπα μονοπάτια της συγκεκριμένης διαδρομής (ένα στην προκειμένη περίπτωση) από το σύστημα. Έτσι έχουμε καταλήξει στην επιλογή μονοπατιού για δύο από τις διαδρομές του δικτύου. Στο σχήμα που ακολουθεί βλέπουμε δύο μονοπάτια για τα οποία θα υπολογίσουμε το proximity factor τους:



Σχήμα 14: Δίκτυο δύο μονοπατιών των τεσσάρων κόμβων

Έχουμε τα μονοπάτια $\{1,2,3,4\}$ και $\{5,6,7,8\}$. Για κάθε σύνδεση του πρώτου μονοπατιού βρίσκουμε αν υπάρχει εφικτό διάνυσμα ισχύων με κάθε σύνδεση του δεύτερου μονοπατιού. Αν υπάρχει εφικτό διάνυσμα βρίσκουμε τις αντίστοιχες ισχύεις. Στη συνέχεια προσθέτουμε αυτά τα ποσά που βρήκαμε και διαιρούμε το συνολικό άθροισμα με το γινόμενο των συνδέσεων (links) των δύο μονοπατιών (στην περίπτωσή μας διαιρούμε με $3 \times 3 = 9$, κάτι που φαίνεται και στο σχήμα μας).

Έπειτα προχωράμε στην επιλογή μονοπατιού για τις επόμενες διαδρομές. Τώρα αυτό που έχουμε να κάνουμε είναι να υπολογίσουμε τα proximity factor των μονοπατιών που μείνανε, με τα δύο μονοπάτια που έχουμε επιλέξει. Το μονοπάτι που θα έχει μικρότερο άθροισμα τιμών proximity factor με τα δύο επιλεγθέντα μονοπάτια είναι και αυτό που τελικά επιλέγεται για να συμμετέχει στο δίκτυό μας. Αφαιρούμε τα υπόλοιπα μονοπάτια του συγκεκριμένου session και έχουμε καταλήξει στην επιλογή των καλύτερων δυνατών μονοπατιών. Στην περίπτωση που στο σύστημα είχαμε παραπάνω διαδρομές (εμείς έχουμε τρεις διαδρομές) θα συνεχίζαμε την ίδια διαδικασία (smallest proximity factor) έως ότου βρούμε για την καθεμία από αυτές το κατάλληλο μονοπάτι.

Έτσι αφού έχουμε βρει για κάθε διαδρομή ένα μονοπάτι, θα πρέπει στη συνέχεια να κάνουμε χρονοδρομολόγηση αυτών των μονοπατιών. Να βρούμε δηλαδή τον κατάλληλο τρόπο με τον οποίο θα τοποθετήσουμε τις συνδέσεις (link) στις χρονικές στιγμές και οι οποίες θα μας οδηγούν στην όσο το δυνατό μικρότερη κατανάλωση ισχύος.

Θα χρησιμοποιήσουμε τον αλγόριθμο A της μελέτης [4]. Στόχος μας είναι να καταφέρουμε να χρησιμοποιήσουμε όσο το δυνατόν λιγότερες χρονικές στιγμές, ώστε να έχουμε και μικρότερο μέγεθος στο frame μας. Στο συγκεκριμένο αλγόριθμο προσπαθούμε αρχικά να βολέψουμε σε κάθε χρονική στιγμή όσες πιο πολλές συνδέσεις μπορούμε. Στη συνέχεια εξετάζουμε αν για αυτές τις συνδέσεις (link) που αντιστοιχίσαμε πριν σε κάθε slot, είναι δυνατόν να υπάρξει εφικτό διάνυσμα ισχύων. Στην περίπτωση που δεν είναι κάτι τέτοιο δυνατόν αφαιρούμε τη σύνδεση με την μεγαλύτερη αλληλεπίδραση στο συγκεκριμένο slot.

Στις μελέτες μας, κάναμε μία σημαντική διαφοροποίηση στο συγκεκριμένο αλγόριθμο. Σε κάθε slot προσπαθούμε να βολέψουμε όσο το δυνατό περισσότερες συνδέσεις, με την προϋπόθεση όμως αυτές οι συνδέσεις να μην ανήκουν στο ίδιο μονοπάτι. Παίρνουμε από κάθε μονοπάτι το πολύ μία σύνδεση σε κάθε χρονική στιγμή. Δηλαδή χρησιμοποιούμε μία ευριστική τεχνική για να επιτύχουμε την χρονοδρομολόγηση των μονοπατιών και όχι την βέλτιστη. Στη περίπτωση που προσπαθούσαμε να τοποθετήσουμε στην ίδια χρονική στιγμή περισσότερες από μία συνδέσεις του ίδιου μονοπατιού, η διαδικασία της χρονοδρομολόγησης θα γινόταν πολύ πιο περίπλοκη και θα χρειαζόμασταν τελείως διαφορετική δομή στον αλγόριθμο χρονοδρομολόγησης.

Η όλη διαδικασία που εφαρμόζουμε για τη χρονοδρομολόγηση ακολουθεί κάποια βήματα. Θα πρέπει να διευκρινίσουμε ότι προσπαθούμε να βρούμε όσο το δυνατόν λιγότερες χρονικές στιγμές που να ικανοποιούν το δίκτυό μας, γιατί στην περίπτωση που θα μπορούσαμε να διαθέσουμε τόσες χρονικές στιγμές όσες και οι συνδέσεις μας, τότε σε κάθε χρονική στιγμή θα αντιστοιχίζαμε μία μόνο σύνδεση αλλά θα είχαμε σημαντικά προβλήματα καθυστέρησης στο δίκτυο. Αρχικά αντιστοιχίζουμε σε όλες τις συνδέσεις μία μεταβλητή που παίρνει την τιμή 0 όταν η σύνδεση δεν συμμετέχει σε κάποια χρονική στιγμή και την τιμή 1 όταν η σύνδεση συμμετέχει σε κάποια χρονική στιγμή. Στην αρχική κατάσταση, όλα τα slot είναι άδεια και όλες οι μεταβλητές των συνδέσεών μας στην τιμή 0. Σε πρώτο βήμα προσπαθούμε να βολέψουμε τις συνδέσεις ανά τριάδες. Ελέγχουμε αν για αυτές τις

τριάδες υπάρχει εφικτό διάνυσμα. Στην περίπτωση που υπάρχει κάτι τέτοιο, τότε η μεταβλητή των συγκεκριμένων συνδέσεων γίνεται 1 ώστε να μην συμμετέχουν και σε άλλη χρονική στιγμή (πρέπει να τονίσουμε ότι σε όλες τις μελέτες που κάνουμε, όλα τα sessions απαιτούν ρυθμό ένα slot ανά frame). Στην περίπτωση που δεν υπάρχει εφικτό διάνυσμα για τον συγκεκριμένο συνδυασμό, προσπαθούμε να βρούμε άλλο δυνατό συνδυασμό για την συγκεκριμένη χρονική στιγμή.

Στο επόμενο βήμα και όταν φτάσουμε στο σημείο να μην μπορούμε να αντιστοιχίσουμε τριάδες συνδέσεων σε κάποιο slot, συνεχίζουμε με την ανά δύο αντιστοίχιση συνδέσεων σε κάθε χρονική στιγμή. Πάλι εξετάζουμε αν υπάρχει εφικτό διάνυσμα ισχύων και αν ισχύει κάτι τέτοιο τότε οι μεταβλητές των συνδέσεων γίνονται 1. Όσες συνδέσεις δεν μπορέσουν και πάλι να συμμετέχουν σε κάποια χρονική στιγμή, αντιστοιχίζονται μόνες τους σε χρονικές στιγμές. Θα δούμε και στο επόμενο κεφάλαιο ότι οι περισσότερες από τις συνδέσεις θα αντιστοιχίζονται σε s χρονικές στιγμές στα πρώτα δύο βήματα της χρονοδρομολόγησης και σχεδόν ελάχιστες από αυτές μόνες τους. Στο τέλος της χρονοδρομολόγησης όλες οι μεταβλητές των συνδέσεων θα πρέπει να έχουν την τιμή 1, αντίθετη περίπτωση σημαίνει ότι κάποια σύνδεση δεν έχει αντιστοιχηθεί καθόλου σε χρονική στιγμή. Σε μία άλλη περίπτωση θα μπορούσαμε να δίνουμε αρχικά μία μέγιστη τιμή στον αριθμό των διαθέσιμων slots, η οποία και δεν θα έπρεπε να παραβιάζεται. Έτσι αν μέσα σε αυτές τις χρονικές στιγμές δεν καταφέρουμε να κάνουμε χρονοδρομολόγηση όλα τα μονοπάτια μας, τότε θα αφαιρούσαμε από το σύστημα το μονοπάτι που προσθήσαμε τελευταίο, και θα επαναλαμβάναμε την διαδικασία της χρονοδρομολόγησης. Η παραπάνω διαδικασία θα συνεχίζεται μέχρι να καταλήξουμε σε μία εφικτή χρονοδρομολόγηση.

Στην περίπτωση που είχαμε παραπάνω διαδρομές (sessions), θα προσπαθούσαμε αρχικά να βολέψουμε σε κάθε χρονική στιγμή τόσες συνδέσεις όσα και τα sessions που θα είχαμε (μία σύνδεση από κάθε session). Όταν κάτι τέτοιο δεν θα ήταν πλέον εφικτό, θα συνεχίζαμε με μικρότερο αριθμό συνδέσεων ανά χρονική στιγμή έως ότου όλες οι συνδέσεις αντιστοιχηθούν σε χρονικές στιγμές.

4.3.2 Αλγόριθμος Β

Ο δεύτερος αλγόριθμος που εξετάζουμε διαφέρει ελάχιστα από τον αλγόριθμο Α. Έχει ως κύριο χαρακτηριστικό ότι διαχωρίζει και αυτός την διαδικασία της

δρομολόγησης από αυτήν της χρονοδρομολόγησης. Στη πρώτη φάση του αλγορίθμου επιλέγουμε τα μονοπάτια για κάθε διαδρομή, ενώ στη δεύτερη φάση κάνουμε την χρονοδρομολόγηση. Η διαφορά από τον αλγόριθμο A είναι ότι η επιλογή του πρώτου μονοπατιού δεν γίνεται με βάση την συνολική ελάχιστη κατανάλωση ισχύος και χωρίς να λαμβάνουμε υπόψη τις αλληλεπιδράσεις. Στο δεύτερο αλγόριθμο λαμβάνουμε υπόψη τόσο τις αλληλεπιδράσεις όσο και τον θόρυβο σ^2 . Η επιλογή όλων των μονοπατιών βασίζεται στον υπολογισμό του proximity factor.

Έτσι αρχικά για τα δύο μονοπάτια της πρώτης διαδρομής υπολογίζουμε το proximity factor που έχουν με όλα τα μονοπάτια των άλλων διαδρομών. Το μονοπάτι που θα έχει το συνολικά μικρότερο άθροισμα αυτών των τιμών, είναι και αυτό που επιλέγεται για την πρώτη διαδρομή. Τα υπόλοιπα μονοπάτια της πρώτης διαδρομής (ένα στην προκειμένη περίπτωση) απομακρύνονται από το σύστημα.

Αν PF_1 το proximity factor του πρώτου μονοπατιού και PF_2 το proximity factor του δεύτερου μονοπατιού θα έχουμε:

$$PF_1 = PF_{13} + PF_{14} + PF_{15} + PF_{16}, \text{ το μονοπάτι 1 με τα μονοπάτια 3,4,5 και 6}$$

$$PF_2 = PF_{23} + PF_{24} + PF_{25} + PF_{26}, \text{ το μονοπάτι 2 με τα μονοπάτια 3,4,5 και 6}$$

Έτσι η επιλογή μας βασίζεται στο ποιο από τα PF_1 και PF_2 έχει μικρότερη τιμή. Αυτό με την μικρότερη τιμή επιλέγεται για επικοινωνία και το άλλο απομακρύνεται από το σύστημα.

Στη συνέχεια και για τις υπόλοιπες διαδρομές ακολουθούμε την ίδια διαδικασία. Έτσι για τη δεύτερη διαδρομή υπολογίζουμε το proximity factor με το επιλεχθέντα μονοπάτι και με τα υπόλοιπα μονοπάτια των άλλων sessions. Το μονοπάτι που θα έχει συνολικά μικρότερο άθροισμα τιμών proximity factor είναι και αυτό που επιλέγεται από το σύστημα. Έτσι αν στο πρώτο βήμα είχαμε επιλέξει το μονοπάτι 1 στο δεύτερο βήμα θα είχαμε:

$$PF_3 = PF_{31} + PF_{35} + PF_{36}, \text{ το μονοπάτι 3 με τα μονοπάτια 1,5 και 6}$$

$$PF_4 = PF_{41} + PF_{45} + PF_{46}, \text{ το μονοπάτι 4 με τα μονοπάτια 1,5 και 6}$$

Έτσι η επιλογή μας βασίζεται στο ποιο από τα PF_3 και PF_4 είναι μικρότερο. Αυτό με την μικρότερη τιμή επιλέγεται για επικοινωνία και το άλλο απομακρύνεται από το σύστημα.

Για την τρίτη διαδρομή υπολογίζουμε τα proximity factor των μονοπατιών της με τα δύο επιλεχθέντα μονοπάτια. Έτσι αν προηγουμένως είχαμε επιλέξει το μονοπάτι 1 και το μονοπάτι 3, τώρα θα υπολογίσουμε:

$PF_5=PF_{51}+PF_{53}$, το μονοπάτι 5 με τα επιλεγθέντα μονοπάτια 1 και 3

$PF_6=PF_{61}+PF_{63}$, το μονοπάτι 6 με τα επιλεγθέντα μονοπάτια 1 και 3

Έτσι η επιλογή μας βασίζεται στο ποιο από τα PF_5 και PF_6 είναι μικρότερο. Αυτό με την μικρότερη τιμή επιλέγεται για επικοινωνία και το άλλο απομακρύνεται από το σύστημα.

Έτσι έχουμε καταλήξει στην επιλογή των τριών μονοπατιών του δικτύου μας. Στην περίπτωση που είχαμε παραπάνω διαδρομές στο δίκτυό μας, θα συνεχίζαμε την ίδια διαδικασία (βρίσκοντας το proximity factor) μέχρι να εξαντλούσαμε όλες τις διαδρομές του δικτύου.

Αφού έχουμε καταλήξει στην επιλογή των μονοπατιών (δρομολόγηση), στην δεύτερη φάση του αλγορίθμου περνάμε στην χρονοδρομολόγηση. Θα χρησιμοποιήσουμε και εδώ τον αλγόριθμο A της μελέτης [4]. Η χρήση του γίνεται όπως ακριβώς και στον πρώτο αλγόριθμό μας. Η διαφορά στα αποτελέσματα των δύο αλγορίθμων έχει να κάνει με τη διαφορετική σειρά επιλογής των μονοπατιών. Με άλλη σειρά επιλέγονται τα μονοπάτια στο αλγόριθμο A και με άλλη σειρά στον αλγόριθμο B. Έτσι θα έχουμε και διαφορετική σειρά εισαγωγής των μονοπατιών στη φάση της χρονοδρομολόγησης, οπότε άλλα μονοπάτια θα αποκτούν μεγαλύτερη προτεραιότητα χρονοδρομολόγησης.

4.3.3 Αλγόριθμος Γ

Ο τρίτος αλγόριθμος που εξετάζουμε είναι διαφορετικός από τους δύο προηγούμενους. Εδώ δεν έχουμε διαχωρισμό της δρομολόγησης από την χρονοδρομολόγηση, αλλά συνδυάζουμε ταυτόχρονα και τρεις παραμέτρους (έλεγχος ισχύος, δρομολόγηση, χρονοδρομολόγηση). Η λειτουργία του είναι αρκετά πιο πολύπλοκη, αφού έχουμε να κάνουμε με συνδυασμό τριών παραμέτρων σε μία φάση (και όχι σε δύο φάσεις όπως προηγουμένως), αλλά τα αποτελέσματά του θα είναι καλύτερα όσον αφορά το θέμα της εξοικονόμησης ισχύος (ενώ μπορεί να διαλέγουμε τα ίδια μονοπάτια όπως στους A και B, θα έχουμε καλύτερη χρονοδρομολόγηση των συνδέσεων).

Στο πρώτο βήμα του αλγορίθμου δουλεύουμε όπως και στον αλγόριθμο A. Βρίσκουμε το μονοπάτι με την μικρότερη κατανάλωση ενέργειας (χωρίς να λαμβάνουμε υπόψη αλληλεπίδραση). Ο τρόπος που το κάνουμε αυτό φαίνεται και πιο πάνω στον κώδικα του σχήματος 13. Αφού βρούμε το μονοπάτι με την ελάχιστη

κατανάλωση ισχύος, αφαιρούμε από το σύστημα τα υπόλοιπα μονοπάτια της συγκεκριμένης διαδρομής. Στην συνέχεια δεν περνάμε στην επιλογή επόμενου μονοπατιού αλλά κάνουμε χρονοδρομολόγηση το πρώτο μονοπάτι που διαλέξαμε. Χρησιμοποιούμε τόσες χρονικές στιγμές όσες και οι συνδέσεις που έχει το πρώτο μας μονοπάτι. Κατανέμουμε όλες τις συνδέσεις σε διαφορετικές χρονικές στιγμές αφού θέλουμε όπως και πριν (αλγόριθμος A και B) να τηρείται η αρχή ότι σε κάποια χρονική στιγμή δεν θέλουμε δύο συνδέσεις του ίδιου μονοπατιού.

Στη χρονοδρομολόγηση χρησιμοποιούμε μία διαφορετική τεχνική σε σχέση με τους δύο πρώτους αλγορίθμους μας. Προηγουμένως προσπαθήσαμε να βολέψουμε όσες δυνατόν περισσότερες συνδέσεις σε κάθε χρονική στιγμή, ενώ τώρα ακολουθούμε μία αντίθετη τεχνική. Γεμίζουμε πρώτα όλες τις χρονικές στιγμές με μία σύνδεση και όταν εξαντληθούν οι διαθέσιμες χρονικές στιγμές, συμπληρώνουμε τις συνδέσεις (unassigned links) στις υπάρχουσες χρονικές στιγμές (με την προϋπόθεση να είναι εφικτή η ανάθεσή μας). Ουσιαστικά χρησιμοποιούμε τον αλγόριθμο B (session V) από την μελέτη [4] με κάποιες μικρές αλλαγές. Η μία διαφορά έγκειται στο γεγονός ότι δεν ορίζουμε κάποια μέγιστη τιμή στον αριθμό των χρονικών στιγμών (slots) οπότε πέρα από αυτή την τιμή θα μπορούσαμε να πούμε ότι δεν υπάρχει εφικτός τρόπος ανάθεσης μονοπατιών. Αυτό που κάνουμε είναι να χρησιμοποιούμε τόσες χρονικές στιγμές όσες είναι απαραίτητες για την εξυπηρέτηση όλων των συνδέσεων. Οπότε η τιμή των χρονικών στιγμών που εξυπηρετούν όλα τα μονοπάτια μπορεί να μας δώσει την πληροφορία ότι: α) για μικρότερες τιμές χρονικών στιγμών δεν θα εξυπηρετούσαμε όλα τα μονοπάτια β) για μεγαλύτερες τιμές χρονικών στιγμών θα μπορούσαμε να έχουμε καλύτερη χρονοδρομολόγηση (από άποψη εξοικονόμησης ενέργειας) ή και να μην χρειαζόμασταν κάποιες επιπλέον χρονικές στιγμές. Μία ακόμα διαφορά έχουμε και στον τρόπο με τον οποίο τοποθετούμε τις συνδέσεις του πρώτου μονοπατιού στις χρονικές στιγμές. Έτσι τις τοποθετούμε κατά φθίνουσα σειρά κατανάλωσης ενέργειας. Προσπαθούμε να βολέψουμε πρώτα τις συνδέσεις με την μεγαλύτερη κατανάλωση ενέργειας.

Στη συνέχεια περνάμε στην επιλογή του δεύτερου μονοπατιού. Για κάθε υποθετικό μονοπάτι των υπολοίπων διαδρομών του δικτύου, κάνουμε χρονοδρομολόγησή του με το μονοπάτι που βρήκαμε στο πρώτο βήμα. Έτσι διαλέγουμε το μονοπάτι που καταλήγει σε μία εφικτή δρομολόγηση και το οποίο

δίνει την ελάχιστη κατανάλωση ισχύος. Τα υπόλοιπα μονοπάτια της συγκεκριμένης διαδρομής απομακρύνονται από το σύστημα.

Η διαδικασία της χρονοδρομολόγησης είναι παρόμοια με αυτή του αλγορίθμου B [4]. Έτσι αυτό που κάνουμε είναι να βρίσκουμε για κάθε χρονική στιγμή τις συνδέσεις (links) με την μικρότερη δυνατή κατανάλωση ισχύος. Για την πρώτη χρονική στιγμή, από τη στιγμή που έχουμε διαλέξει μία σύνδεση στο πρώτο βήμα μας, προσπαθούμε να βρούμε ποια σύνδεση του δεύτερου μονοπατιού έχει την μικρότερη αλληλεπίδραση μαζί της. Συνεχίζουμε την ίδια διαδικασία με όλες τις χρονικές στιγμές. Επιλέγουμε για κάθε χρονική στιγμή μία εφικτή επιλογή με την ελάχιστη κατανάλωση ενέργειας. Στην περίπτωση που το δεύτερο μονοπάτι έχει μεγαλύτερο αριθμό συνδέσεων από το πρώτο μονοπάτι, τότε πρέπει να προσθέσουμε κάποιες επιπλέον χρονικές στιγμές αφού δεν θέλουμε δύο συνδέσεις του ίδιου μονοπατιού στην ίδια χρονική στιγμή. Έτσι αφού έχουμε υπολογίσει την συνολική ισχύ όλων των μονοπατιών, βρίσκουμε αυτό με την ελάχιστη συνολική κατανάλωση ώστε να επιλεγεί για χρήση.

Η συγκεκριμένη διαδικασία συνεχίζεται τώρα και με τα υπόλοιπα (unassigned) μονοπάτια. Δηλαδή εκτελούμε πάλι χρονοδρομολόγησή τους με τα επιλεχθέντα μονοπάτια και βρίσκουμε αυτό με την ελάχιστη κατανάλωση. Το επιλέγουμε και αφαιρούμε τα υπόλοιπα μονοπάτια της συγκεκριμένης διαδρομής. Αυτή την διαδικασία στις μελέτες μας την εκτελούμε συνολικά δύο φορές. Αν είχαμε παραπάνω διαδρομές στο δίκτυό μας, θα την εκτελούσαμε είτε μέχρι να εξαντλήσουμε όλες τις διαδρομές μας είτε μέχρι να μην μπορούμε πλέον να βρούμε κάποια εφικτή χρονοδρομολόγηση (όσο αυξάνονται τα μονοπάτια σε ένα δίκτυο τόσο πιο δύσκολα μπορούμε να τα χρονοδρομολογήσουμε).

4.4 Μελέτη υπόλοιπων αλγορίθμων

Στην ενότητα που ακολουθεί θα δούμε τους δύο τελευταίους αλγορίθμους μας, οι οποίοι είναι και αυτοί συνδυασμός των παραμέτρων (δρομολόγησης, ελέγχου ισχύος, χρονοδρομολόγησης). Θα μπορούσαμε κάλλιστα να τους εντάξουμε κατηγορία και με τους υπόλοιπους αλγορίθμους (συνέχεια των προηγούμενων) αλλά επειδή είναι απλές στην κατασκευή τους (δεν λαμβάνουμε υπόψη τον συνδυασμό όλων των παραπάνω παραμέτρων) τους εξετάζουμε σε ξεχωριστή ενότητα. Επίσης και τα αποτελέσματά τους δεν οδηγούν πάντα σε ασφαλή συμπεράσματα.

4.4.1 Αλγόριθμος τέταρτος

Στον τέταρτο αλγόριθμό μας δεν λαμβάνουμε καθόλου υπόψη την έννοια της δρομολόγησης. Έτσι στην διαδικασία της δρομολόγησης αυτό που κάνουμε είναι να διαλέγουμε τυχαία τα μονοπάτια μας. Αν μία διαδρομή αποτελείται από L εναλλακτικά μονοπάτια, διαλέγουμε τυχαία και με πιθανότητα $p=1/L$ ένα από αυτά τα μονοπάτια. Στη συνέχεια απομακρύνουμε τα υπόλοιπα ($L-1$) μονοπάτια της συγκεκριμένης διαδρομής και συνεχίζουμε την ίδια διαδικασία για όλες τις υπόλοιπες διαδρομές του δικτύου. Έτσι καταλήγουμε στην επιλογή των τριών μονοπατιών που θέλουμε. Θα πρέπει να τονίσουμε ότι επειδή το δίκτυό μας αποτελείται μόνο από τρεις διαδρομές των δύο μονοπατιών, η τυχαία επιλογή των μονοπατιών μπορεί να συμπίπτει με την επιλογή των μονοπατιών που γίνεται από τους αλγορίθμους μας. Σε μεγαλύτερα όμως δίκτυα (περισσότερες διαδρομές με αρκετά εναλλακτικά μονοπάτια η καθεμία από αυτές) κάτι τέτοιο έχει ελάχιστες πιθανότητες να συμβεί. Ο τρόπος με τον οποίο γίνεται η τυχαία επιλογή των μονοπατιών βασίζεται στην εντολή `random()`.

Αφού έχουμε τελειώσει με την τυχαία επιλογή των μονοπατιών, στη συνέχεια περνάμε στην χρονοδρομολόγησή τους. Χρησιμοποιούμε την τεχνική που χρησιμοποιήσαμε και στους αλγορίθμους μας A και B. Δηλαδή προσπαθούμε να βολέψουμε όσο το δυνατόν περισσότερες συνδέσεις σε κάθε χρονική στιγμή και ελέγχουμε αν υπάρχει εφικτό διάνυσμα ισχύων που να τις ικανοποιεί. Στην περίπτωση που έχουν εξαντληθεί όλες οι διαθέσιμες χρονικές στιγμές μας (όταν δίνουμε στην αρχή της χρονοδρομολόγησης μία μέγιστη τιμή στα slot, την οποία και δεν θέλουμε να ξεπερνάμε) και δεν έχουμε φτάσει σε μία εφικτή χρονοδρομολόγηση, τότε αφαιρούμε με τυχαίο πάλι τρόπο ένα από τα επιλεχθέντα μονοπάτια και ξαναεκτελούμε την διαδικασία της χρονοδρομολόγησης. Η όλη διαδικασία συνεχίζεται μέχρι να βρούμε ένα σύνολο από μονοπάτια, τα οποία να χρονοδρομολογούνται.

4.4.2 Αλγόριθμος πέμπτος

Στον πέμπτο αλγόριθμο που εξετάζουμε λαμβάνουμε υπόψη μόνο τον έλεγχο ισχύος ως μέτρο επιλογής των μονοπατιών. Για κάθε διαδρομή βρίσκουμε το μονοπάτι της με την ελάχιστη κατανάλωση ενέργειας. Δεν λαμβάνουμε υπόψη τις

αλληλεπιδράσεις από τις άλλες διαδρομές, παρά μόνο τον θόρυβο σ^2 . Στη συνέχεια αφαιρούμε τα μονοπάτια που δεν επιλέγονται. Από την στιγμή που δεν υπάρχει αλληλεπίδραση μεταξύ των μονοπατιών, δεν υπάρχει λόγος να κάνουμε χρονοδρομολόγησή τους. Κάθε σύνδεση μπορεί να αντιστοιχηθεί σε οποιαδήποτε χρονική στιγμή, αρκεί όμως να μην έχουμε δύο συνδέσεις του ίδιου μονοπατιού στην ίδια χρονική στιγμή. Στο τέλος αυτό που εξετάζουμε είναι η συνολική κατανάλωση ισχύος και το πώς αυτή αυξάνεται καθώς προσθέτουμε νέες συνδέσεις στο σύστημα. Αυτό το κάνουμε για να έχουμε ένα μέτρο σύγκρισης (της κατανάλωσης ισχύος) σε σχέση με τους αλγορίθμους που παρουσιάσαμε προηγουμένως.

4.5 Χαρακτηριστικά αλγορίθμων

Στον πίνακα που ακολουθεί βλέπουμε συγκεντρωμένα τα χαρακτηριστικά των αλγορίθμων που είδαμε προηγουμένως. Έτσι στην πρώτη στήλη έχουμε τους αλγορίθμους, στη δεύτερη στήλη την διαδικασία που κάνουμε στην πρώτη φάση τους, στην τρίτη στήλη την διαδικασία της δεύτερης φάσης και τέλος στην τέταρτη στήλη έχουμε την τεχνική που χρησιμοποιούμε:

ΑΛΓΟΡΙΘΜΟΙ	ΠΡΩΤΗ ΦΑΣΗ	ΔΕΥΤΕΡΗ ΦΑΣΗ	ΤΕΧΝΙΚΕΣ
Αλγόριθμος 1	Δρομολόγηση έλεγχος ισχύος	χρονοδρομολόγηση	Proximity factor, Min total energy
Αλγόριθμος 2	Δρομολόγηση έλεγχος ισχύος	χρονοδρομολόγηση	Proximity factor
Αλγόριθμος 3	Έλεγχος ισχύος, δρομολόγηση και χρονοδρομολόγηση		Min total power
Αλγόριθμος 4	Τυχαία επιλογή δρομολόγηση	Χρονοδρομολόγηση , έλεγχος ισχύος	random
Αλγόριθμος 5	Έλεγχος ισχύος		Min total power

Πίνακας 2: Χαρακτηριστικά αλγορίθμων

Κεφάλαιο 5

Αποτελέσματα αλγορίθμων

5.1 Εισαγωγικά στοιχεία

Στην ενότητα που ακολουθεί θα δούμε τα αποτελέσματα που θα έχουμε από την εξέταση των αλγορίθμων που μελετήσαμε στο προηγούμενο κεφάλαιο. Το κύριο στοιχείο που μας ενδιαφέρει είναι η όσο το δυνατόν μικρότερη κατανάλωση ισχύος από το σύστημά μας (το δίκτυο μας συγκεκριμένα) ώστε να μπορέσουμε να επιμηκύνουμε την διάρκεια ζωής του. Μας ενδιαφέρει ο κάθε κόμβος να καταναλώνει την ελάχιστη δυνατή ισχύς ώστε να έχουμε και συνολική ελάχιστη κατανάλωση ισχύος. Έτσι υπάρχει η περίπτωση ένας κόμβος να χρονοδρομολογηθεί με έναν άλλο κόμβο και να έχει μεγάλη κατανάλωση ισχύος (ώστε να αντιμετωπίσει παρεμβολές και θόρυβο), σε σχέση με την χρονοδρομολόγησή του με κάποιο άλλο κόμβο με τον οποίο θα είχε μικρότερη κατανάλωση.

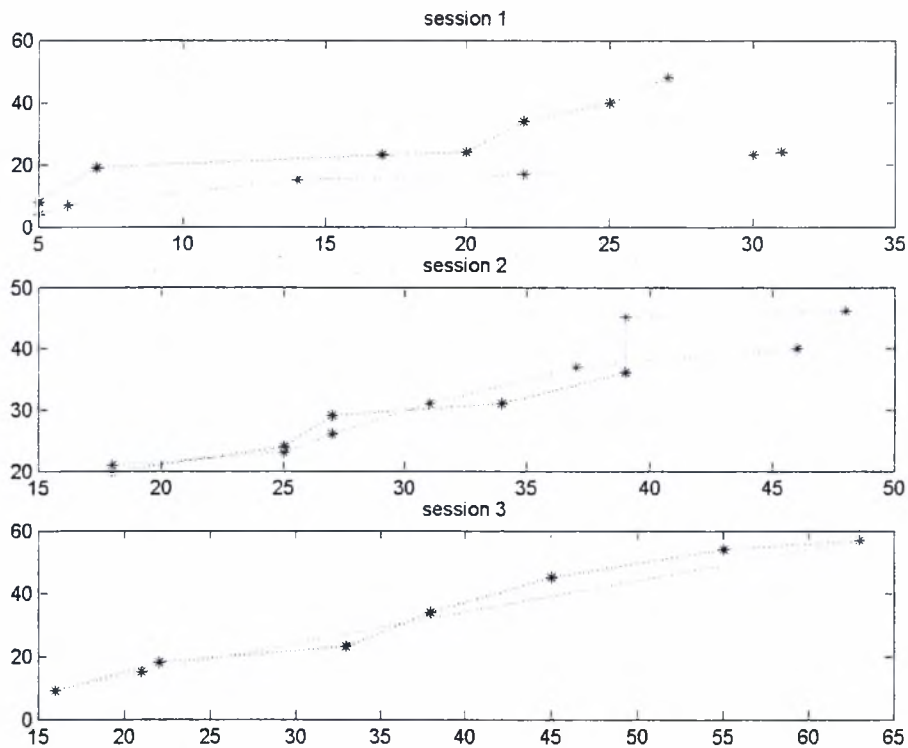
Για να συγκρίνουμε τα αποτελέσματα των διάφορων περιπτώσεων, θα εξετάζουμε για κάθε παραγόμενη τοπολογία την λειτουργία όλων των αλγορίθμων πάνω σε αυτή. Έτσι αρχικά θα βλέπουμε την επιλογή των μονοπατιών που θα γίνεται από τον κάθε αλγόριθμο. Στη συνέχεια θα βλέπουμε το γράφημα της συνολικής καταναλισκόμενης ισχύος ανά frame (προς έναν κύκλο χρονικών στιγμών) και τέλος το γράφημα με το ποσοστό των μονοπατιών που θα εξυπηρετούνται ανά χρονική στιγμή. Θα δούμε ότι πολλές φορές η ίδια επιλογή μονοπατιών μπορεί να δώσει διαφορετικά αποτελέσματα συνολικής κατανάλωσης ενέργειας. Αυτό οφείλεται στον διαφορετικό τρόπο δρομολόγησης των μονοπατιών. Επίσης θα πρέπει να τονίσουμε ότι το τελευταίο κριτήριο (γράφημα με το ποσοστό μονοπατιών που εξυπηρετούνται ανά χρονική στιγμή) θα ήταν ένα καλύτερο κριτήριο για την περίπτωση που το δίκτυό μας αποτελούνταν από περισσότερες διαδρομές (sessions).

Στην συνέχεια θα εξετάσουμε τρεις επιλεγόμενες τοπολογίες. Σε κάθε μία από αυτές τις τοπολογίες θα εφαρμόσουμε τους αλγορίθμους μας. Θα μελετήσουμε την εκάστοτε τοπολογία για δύο διαφορετικές τιμές του κατωφλίου ϵ . Αρχικά το ϵ θα έχει τιμή 10^{-3} και στην συνέχεια θα παίρνει την τιμή 10^{-4} . Η τιμή του λόγου SINR (όπως είδαμε και στο τέταρτο κεφάλαιο) καθορίζεται άμεσα από αυτό το κατώφλι ϵ .

Από την στιγμή που το κατώφλι ϵ γίνεται μικρότερο, αναμένουμε αύξηση του κατωφλίου θ , οπότε θα πρέπει να αυξηθούν και οι απαιτήσεις σε ισχύ ώστε να ικανοποιείται ο λόγος SINR. Όλα αυτά θα τα δούμε αναλυτικά και στα αποτελέσματα από την εφαρμογή των αλγορίθμων πάνω στην εκάστοτε τοπολογία. Τις υπόλοιπες παραμέτρους του δικτύου μας (θόρυβος, path, sessions, κωδικοποίηση M) τις διατηρούμε σταθερές σε όλες τις μετρήσεις μας.

5.2 Τοπολογία πρώτη

Η πρώτη τοπολογία που έχουμε και θα εξετάσουμε είναι η παρακάτω στο σχήμα 16. Το συγκεκριμένο δίκτυο αποτελείται από τρεις διαδρομές των δύο εναλλακτικών μονοπατιών. Έτσι το πρώτο μονοπάτι της πρώτης διαδρομής αποτελείται από 8 κόμβους και 9 ενδιάμεσες συνδέσεις, το δεύτερο μονοπάτι της πρώτης διαδρομής από 7 κόμβους και 8 ενδιάμεσες συνδέσεις. Το πρώτο μονοπάτι της δεύτερης διαδρομής από 6 κόμβους και 7 ενδιάμεσες συνδέσεις, το δεύτερο μονοπάτι της δεύτερης διαδρομής από 9 κόμβους και 10 ενδιάμεσες συνδέσεις. Τέλος το πρώτο μονοπάτι της τρίτης διαδρομής από 7 κόμβους και το δεύτερο μονοπάτι της τρίτης από 3 κόμβους. Βλέπουμε και την τοπολογία στο σχήμα:



Σχήμα 15: Τοπολογία πρώτη

5.2.2 Επιλογή μονοπατιών

Στη συνέχεια έχουμε την επιλογή των μονοπατιών που γίνεται από κάθε αλγόριθμό μας. Έτσι με τη χρήση του πρώτου αλγορίθμου επιλέγουμε κατά σειρά τα μονοπάτια: το πρώτο μονοπάτι από τη δεύτερη διαδρομή, το πρώτο μονοπάτι από την τρίτη διαδρομή και το πρώτο μονοπάτι από την πρώτη διαδρομή. Με τη χρήση του δεύτερου αλγορίθμου επιλέγουμε κατά σειρά τα μονοπάτια: το πρώτο μονοπάτι από την πρώτη διαδρομή, το δεύτερο μονοπάτι από την δεύτερη διαδρομή και το πρώτο μονοπάτι από την τρίτη διαδρομή. Με τη χρήση του τρίτου αλγορίθμου επιλέγουμε κατά σειρά το πρώτο μονοπάτι από τη δεύτερη διαδρομή, το πρώτο μονοπάτι από την πρώτη διαδρομή και το πρώτο μονοπάτι από την τρίτη διαδρομή. Στη συνέχεια με την χρήση του τέταρτου αλγορίθμου έχουμε κατά σειρά τις επιλογές μονοπατιών: το δεύτερο μονοπάτι από την πρώτη διαδρομή, το πρώτο μονοπάτι από την δεύτερη διαδρομή και το πρώτο μονοπάτι από την τρίτη διαδρομή. Τέλος με τον πέμπτο αλγόριθμο έχουμε της επιλογές: το πρώτο μονοπάτι από την πρώτη διαδρομή, το πρώτο μονοπάτι από την δεύτερη διαδρομή και το πρώτο μονοπάτι από την τρίτη διαδρομή. Στη συνέχεια έχουμε τον πίνακα με συγκεντρωμένες τις επιλογές των μονοπατιών:

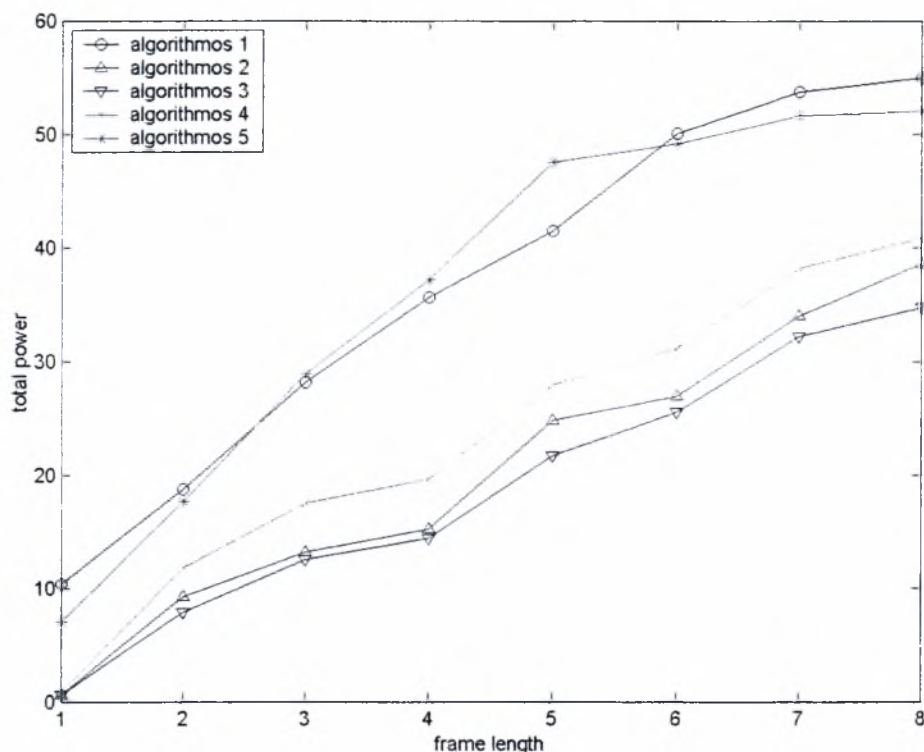
Αλγόριθμος πρώτο	τρίτο μονοπάτι	πέμπτο μονοπάτι	πρώτο μονοπάτι
Αλγόριθμος δεύτερος	πρώτο μονοπάτι	τέταρτο μονοπάτι	πέμπτο μονοπάτι
Αλγόριθμος τρίτος	τρίτο μονοπάτι	πρώτο μονοπάτι	πέμπτο μονοπάτι
Αλγόριθμος τέταρτος	δεύτερο μονοπάτι	τρίτο μονοπάτι	πέμπτο μονοπάτι
Αλγόριθμος πέμπτο	πρώτο μονοπάτι	τρίτο μονοπάτι	πέμπτο μονοπάτι

Πίνακας 3: Επιλογή μονοπατιών

5.2.3 Συνολική καταναλισκόμενη ισχύς των διάφορων επιλογών

Στην ενότητα που ακολουθεί εξετάζουμε το γράφημα της συνολικής ισχύς που καταναλώνεται ύστερα από την χρήση του εκάστοτε αλγορίθμου. Η χρήση των

γραφημάτων θα μας δώσει και ποια από τις παραπάνω περιπτώσεις εξοικονομεί την μεγαλύτερη ποσότητα ισχύος. Θα πρέπει να τονίσουμε ότι η ισχύς σχεδιάζεται ως προς τις χρονικές στιγμές. Για κάθε χρονική στιγμή σχεδιάζουμε την συνολική ισχύ που θα έχει καταναλωθεί από το σύστημα. Για αυτό και βλέπουμε ότι το γράφημα συνεχώς αυξάνεται. Επίσης η τιμή της ισχύος που θα έχουμε στην τελευταία χρονική στιγμή, θα είναι η συνολική ισχύς που θα έχει καταναλωθεί από το σύστημα.

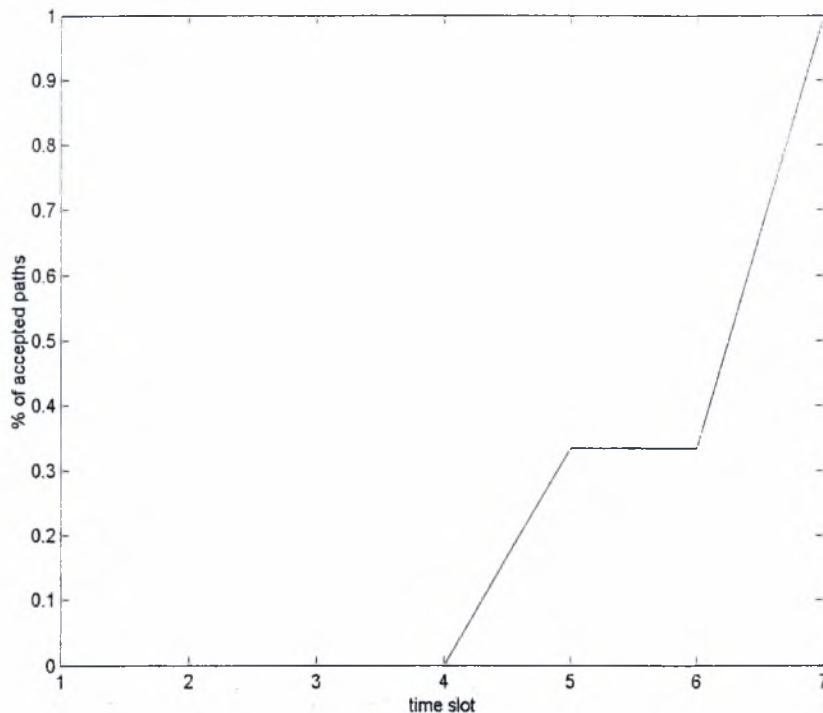


Σχήμα 16: Κατανάλωση ισχύος με χρήση όλων των αλγορίθμων και για τιμή του κατωφλίου $\epsilon=10^{-3}$

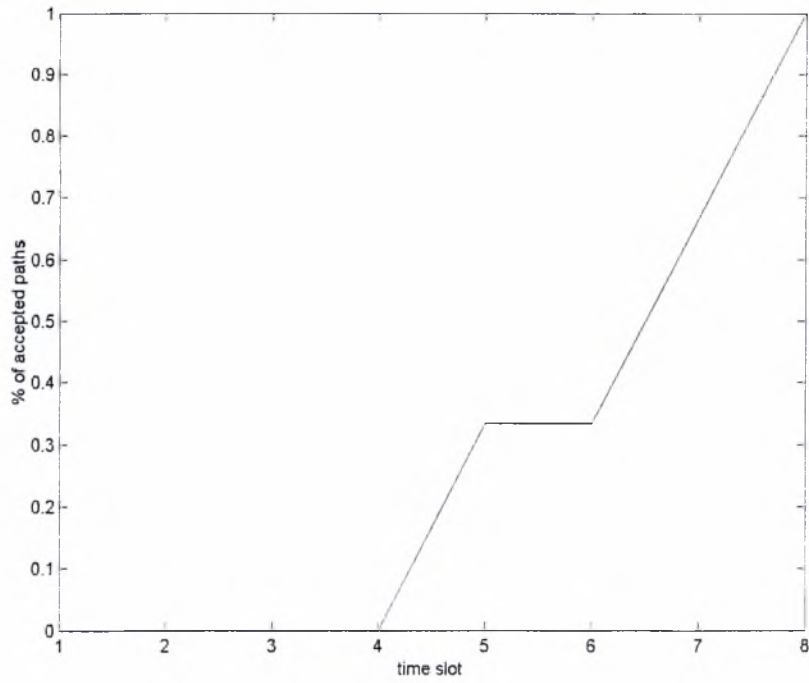
Από το παραπάνω γραφήματα παρατηρούμε ότι την καλύτερη ενεργειακή απόδοση έχουμε με την χρήση του τρίτου αλγορίθμου και έπειτα με τη χρήση του δεύτερου αλγορίθμου. Στις δύο αυτές περιπτώσεις χρειαζόμαστε 8 χρονικές στιγμές (time slot) για να εξυπηρετήσουμε όλες τις συνδέσεις του δικτύου μας. Αντίθετα σε όλες τις άλλες περιπτώσεις έχουμε μεγαλύτερη κατανάλωση ενέργειας αλλά χρειαζόμαστε 7 χρονικές στιγμές για την εξυπηρέτηση όλων των συνδέσεων. Εμάς όμως αυτό που μας ενδιαφέρει είναι η συνολική κατανάλωση ισχύος, οπότε

μπορούμε να δούμε ότι με τη χρήση ενός επιπλέον slot μπορούμε να έχουμε σημαντική εξοικονόμηση ισχύος.

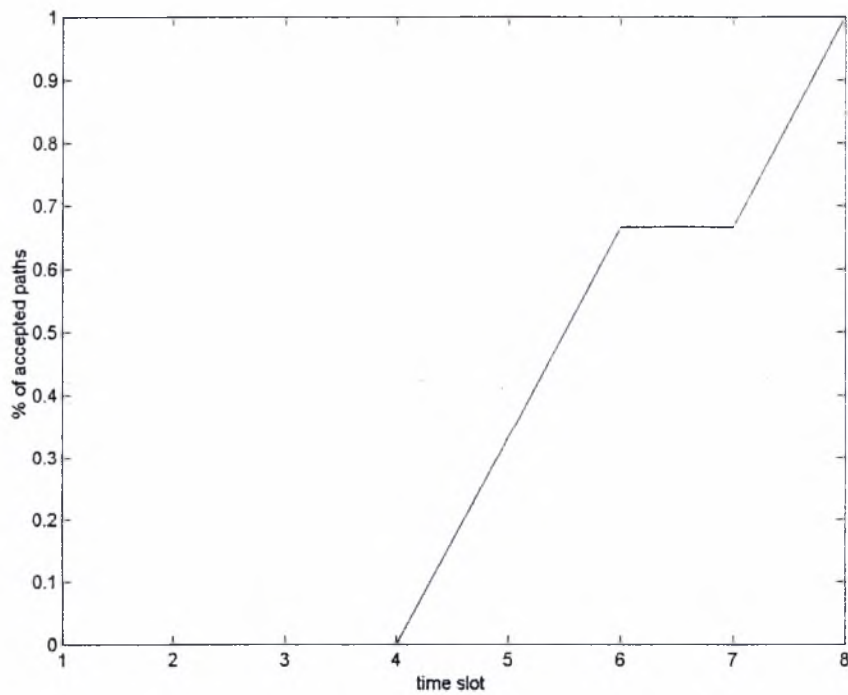
Στη συνέχεια έχουμε τα γραφήματα με το ποσοστό των μονοπατιών που θα εξυπηρετούνται σε κάθε χρονική στιγμή. Το συγκεκριμένο κριτήριο είναι αρκετά χρήσιμο στην περίπτωση που έχουμε μεγάλο αριθμό διαδρομών. Ωστόσο θα εξετάσουμε στο δίκτυο των τριών διαδρομών την λειτουργία του. Έτσι ένα μονοπάτι θα είναι accepted όταν θα έχουμε επικοινωνία από τον αρχικό του κόμβο μέχρι τον τελικό του. Δηλαδή θέλουμε να έχουμε στις συγκεκριμένες χρονικές στιγμές εξυπηρέτηση όλων των συνδέσεων του μονοπατιού για να μπορούμε να πούμε ότι το μονοπάτι είναι αποδεκτό (accepted).



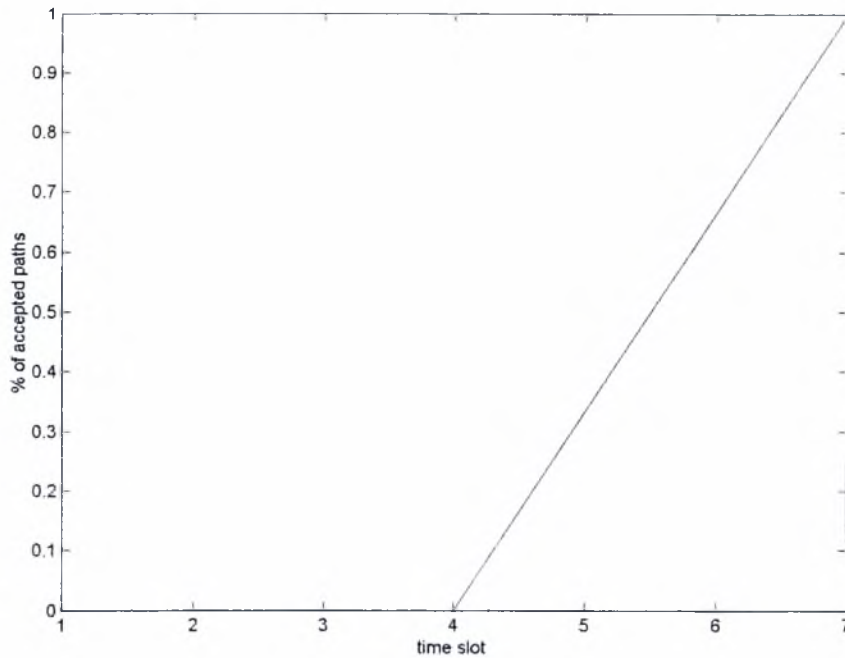
Σχήμα 17: Ποσοστό αποδεκτών μονοπατιών ανά χρονικές στιγμές (αλγόριθμος πρώτος)



Σχήμα 18: Ποσοστό αποδεκτών μονοπατιών ανά χρονικές στιγμές (αλγόριθμος δεύτερος)



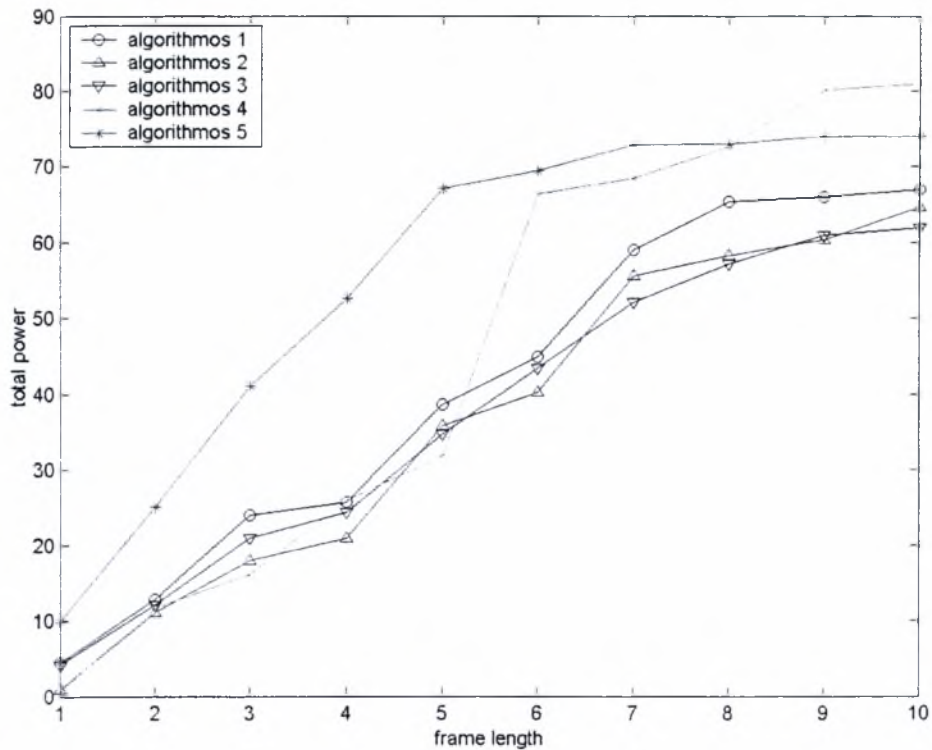
Σχήμα 19: Ποσοστό αποδεκτών μονοπατιών ανά χρονικές στιγμές (αλγόριθμος τρίτος)



Σχήμα 20: Ποσοστό αποδεκτών μονοπατιών ανά χρονικές στιγμές (αλγόριθμος τέταρτος)

Από τα παραπάνω γραφήματα βλέπουμε ότι καλύτερη εξυπηρέτηση έχουμε πάλι με την χρήση του τρίτου αλγορίθμου. Το συγκεκριμένο γράφημα δεν αποτελεί ενεργειακό κριτήριο ωστόσο μπορεί να μας οδηγήσει σε συμπεράσματα για το μέγεθος του frame που χρειαζόμαστε ώστε να εξυπηρετήσουμε τα διάφορα μονοπάτια μας.

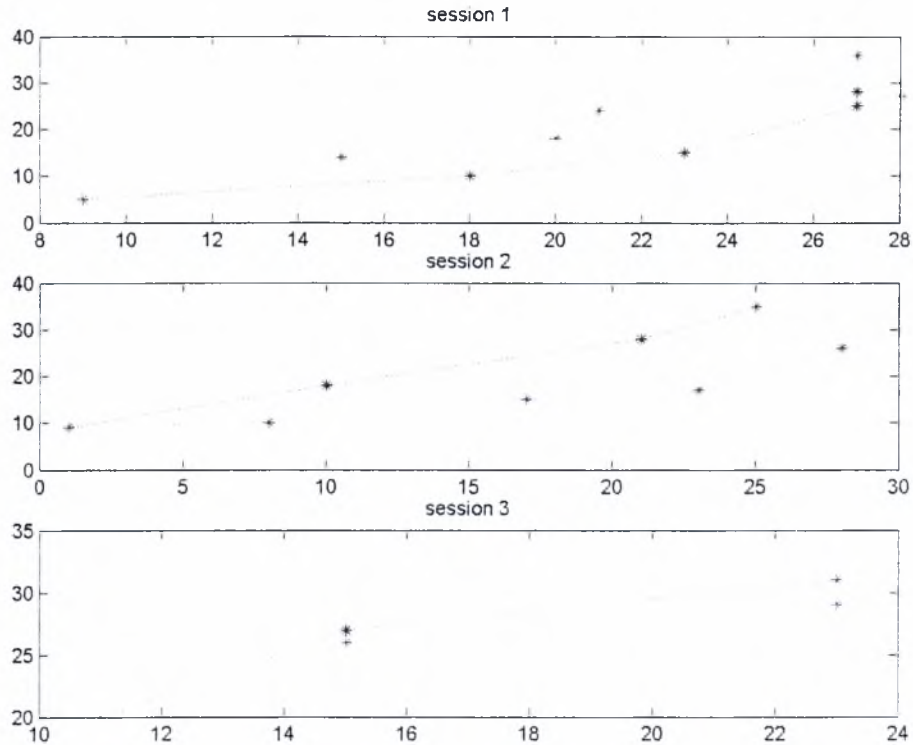
Στη συνέχεια για την ίδια τοπολογία τρέχουμε πάλι τους αλγορίθμους μας με την παράμετρο όμως ϵ να παίρνει την τιμή 10^{-4} . Αυτό που παρατηρούμε είναι ότι χρειαζόμαστε μεγαλύτερη κατανάλωση ισχύος για να επιτύχουμε τους επιθυμητούς λόγους SINR (το γεγονός οφείλεται στην μεταβολή της τιμής του ϵ) και ότι επίσης χρειαζόμαστε μεγαλύτερο μέγεθος frame για να εξυπηρετήσουμε όλα τα μονοπάτια μας. Έτσι σε αυτήν την περίπτωση χρειαζόμαστε κατά μέσο όρο 10 χρονικές στιγμές για να εξυπηρετήσουμε όλα τα μονοπάτια σε σχέση με τις 8 που χρειαζόμασταν όταν το ϵ είχε τιμή 10^{-3} . Θα πρέπει ακόμη να τονίσουμε ότι η επιλογή των μονοπατιών παραμένει η ίδια και για τις δύο τιμές ϵ .



Σχήμα 21: Κατανάλωση ισχύος με χρήση όλων των αλγορίθμων και για τιμή του κατωφλίου $\varepsilon=10^{-4}$

5.3 Τοπολογία δεύτερη

Η δεύτερη τοπολογία που εξετάζουμε είναι αυτή του σχήματος 22. Αποτελείται και αυτή από τρεις διαδρομές των δύο εναλλακτικών μονοπατιών. Η διαφορά από την πρώτη τοπολογία έγκειται στο γεγονός ότι εδώ τα μονοπάτια αποτελούνται από μικρότερο αριθμό κόμβων. Το πρώτο μονοπάτι αποτελείται από 5 κόμβους, το δεύτερο μονοπάτι από 6 κόμβους, το τρίτο μονοπάτι από 4 κόμβους, το τέταρτο μονοπάτι από 6 κόμβους, το πέμπτο μονοπάτι 3 κόμβους και το έκτο μονοπάτι από 4 κόμβους. Στην συνέχεια έχουμε την δεύτερη τοπολογία.



Σχήμα 22: Τοπολογία δεύτερη

5.3.2 Επιλογή μονοπατιών

Η εφαρμογή των αλγορίθμων- προσεγγίσεων στο παραπάνω δίκτυο, μας δίνει και πάλι διαφορετικές επιλογές μονοπατιών. Έτσι η χρήση του πρώτου αλγορίθμου επιλέγει το δεύτερο μονοπάτι από την τρίτη διαδρομή (δηλαδή το έκτο μονοπάτι), το δεύτερο μονοπάτι από την πρώτη διαδρομή και το δεύτερο μονοπάτι από την δεύτερη διαδρομή. Ο δεύτερος αλγόριθμος επιλέγει κατά σειρά το δεύτερο μονοπάτι από την πρώτη διαδρομή, το δεύτερο μονοπάτι από την δεύτερη διαδρομή και το δεύτερο μονοπάτι από την τρίτη διαδρομή. Ο τρίτος αλγόριθμος επιλέγει κατά σειρά το πρώτο μονοπάτι από την τρίτη διαδρομή, το δεύτερο μονοπάτι από την πρώτη διαδρομή και το δεύτερο μονοπάτι από την δεύτερη διαδρομή. Στη συνέχεια με τον τέταρτο αλγόριθμο επιλέγουμε το πρώτο μονοπάτι της πρώτης διαδρομής, το δεύτερο μονοπάτι της δεύτερης διαδρομής και το δεύτερο μονοπάτι της τρίτης διαδρομής. Τέλος με τον πέμπτο αλγόριθμο επιλέγουμε το δεύτερο μονοπάτι της πρώτης διαδρομής, το δεύτερο μονοπάτι της δεύτερης διαδρομής και το δεύτερο

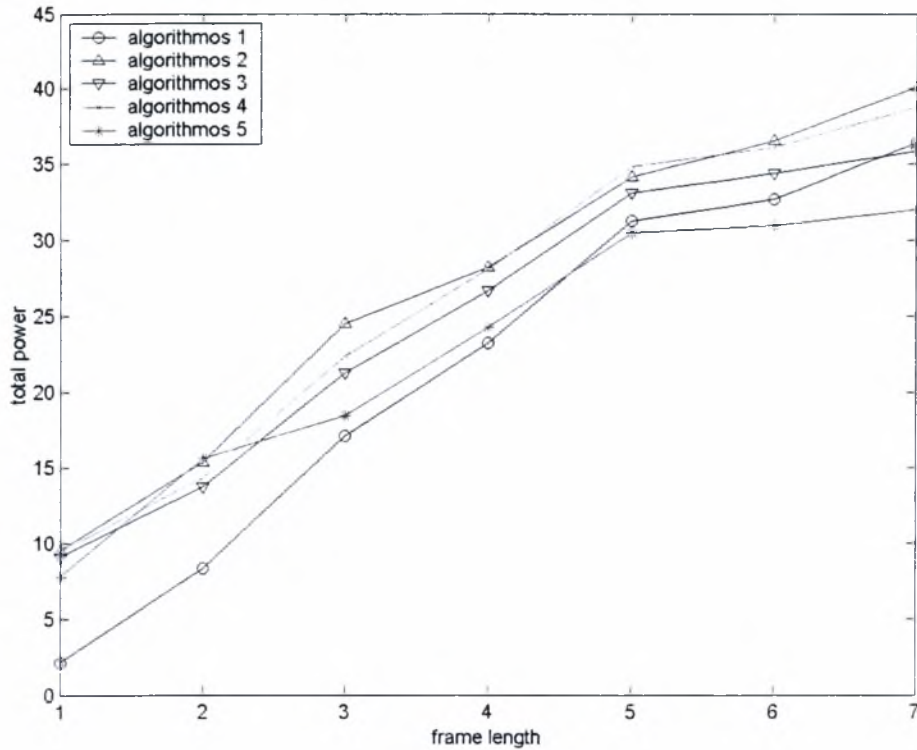
μονοπάτι της τρίτης διαδρομής. Στη συνέχεια έχουμε τον πίνακα με συγκεντρωμένες τις επιλογές των μονοπατιών:

Αλγόριθμος πρώτο	έκτο μονοπάτι	δεύτερο μονοπάτι	τέταρτο μονοπάτι
Αλγόριθμος δεύτερος	δεύτερο μονοπάτι	τέταρτο μονοπάτι	έκτο μονοπάτι
Αλγόριθμος τρίτος	πέμπτο μονοπάτι	δεύτερο μονοπάτι	τέταρτο μονοπάτι
Αλγόριθμος τέταρτος	πρώτο μονοπάτι	τέταρτο μονοπάτι	έκτο μονοπάτι
Αλγόριθμος πέμπτο	δεύτερο μονοπάτι	τέταρτο μονοπάτι	έκτο μονοπάτι

Πίνακας 4: Επιλογή μονοπατιών

5.3.3 Συνολική καταναλισκόμενη ισχύς των διάφορων επιλογών

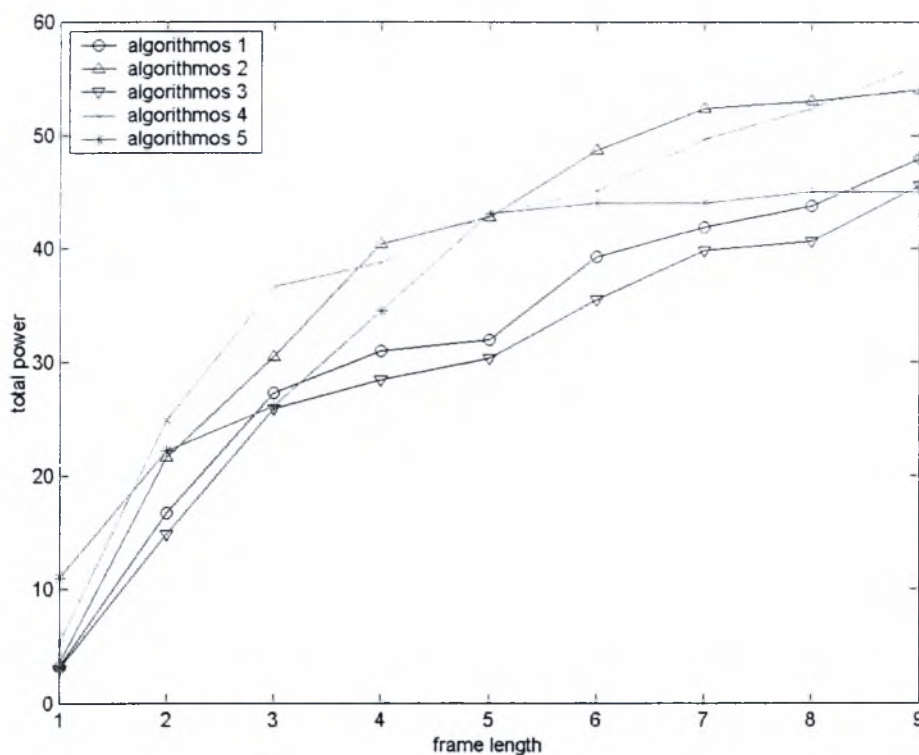
Στη συνέχεια υπολογίζουμε τα γραφήματα της συνολικής καταναλισκόμενης ισχύς του δικτύου σε κάθε χρονική στιγμή του. Έτσι θα καταλήξουμε στο ποιος από τους παραπάνω αλγορίθμους εξοικονομεί το μεγαλύτερο ποσό ισχύος.



Σχήμα 23: Κατανάλωση ισχύος με χρήση όλων των αλγορίθμων και για τιμή του κατωφλίου $\epsilon=10^{-3}$

Από τα παραπάνω γραφήματα παρατηρούμε ότι καλύτερη ενεργειακή απόδοση έχουμε με τη χρήση του πέμπτου αλγορίθμου και στη έπειτα με τη χρήση του τρίτου αλγορίθμου. Σε όλους τους αλγορίθμους χρειαζόμαστε 7 χρονικές στιγμές (time slot) για να εξυπηρετήσουμε όλες τις συνδέσεις του δικτύου μας. Ο δεύτερος και ο τέταρτος αλγόριθμος που έχουμε δίνουν τα χειρότερα αποτελέσματα όσον αφορά το ποσό της συνολικής καταναλισκόμενης ισχύος σε σχέση με τους άλλους τρεις πρώτους αλγορίθμους. Το γεγονός αυτό, το επισημάναμε και στο προηγούμενο κεφάλαιο και οφείλεται στο ότι στον τέταρτο αλγόριθμο κάνουμε τυχαία επιλογή μονοπατιών. Το ότι έχουμε μικρότερη κατανάλωση ισχύος με τον πέμπτο αλγόριθμο οφείλεται στο ότι δεν λαμβάνουμε υπόψη τις αλληλεπιδράσεις από τις άλλες συνδέσεις. Ουσιαστικά την καλύτερη ενεργειακή απόδοση έχει και πάλι ο τρίτος αλγόριθμος, όπου εδώ λαμβάνουμε υπόψη την αλληλεπίδραση από τις γειτονικές συνδέσεις. Ο πέμπτος αλγόριθμος είναι ένα μέτρο κατανάλωσης ισχύος στην περίπτωση που δεν έχουμε αλληλεπιδράσεις, όμως είναι πολύ δύσκολο να βρούμε τέτοια συστήματα δικτύων.

Στη συνέχεια για την δεύτερη τοπολογία τρέχουμε πάλι τους αλγορίθμους μας με την παράμετρο όμως ϵ να παίρνει την τιμή 10^{-4} . Αυτό που παρατηρούμε είναι ότι χρειαζόμαστε μεγαλύτερη κατανάλωση ισχύος για να επιτύχουμε τους επιθυμητούς λόγους SINR (το γεγονός οφείλεται στην μεταβολή της τιμής του ϵ) και ότι επίσης χρειαζόμαστε μεγαλύτερο μέγεθος frame για να εξυπηρετήσουμε όλα τα μονοπάτια μας. Έτσι σε αυτήν την περίπτωση χρειαζόμαστε κατά μέσο όρο 9 χρονικές στιγμές για να εξυπηρετήσουμε όλα τα μονοπάτια σε σχέση με τις 7 που χρειαζόμασταν όταν το ϵ είχε τιμή 10^{-3} . Θα πρέπει ακόμη να τονίσουμε ότι και πάλι η επιλογή των μονοπατιών παραμένει η ίδια και για τις δύο τιμές ϵ .

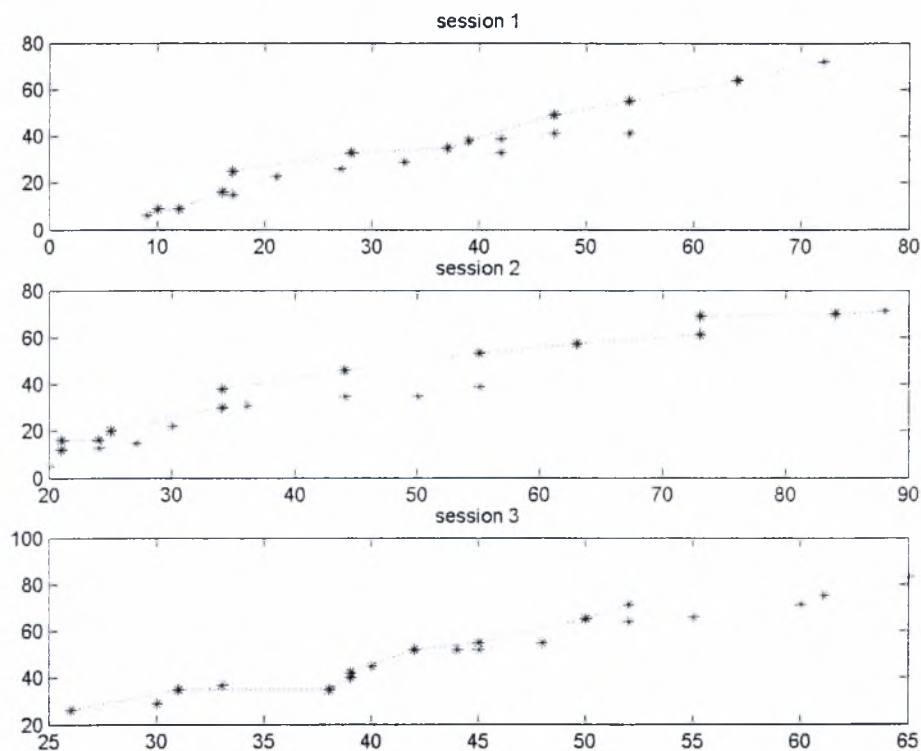


Σχήμα 24: Κατανάλωση ισχύος με χρήση όλων των αλγορίθμων και για τιμή του κατωφλίου $\epsilon=10^{-4}$

5.4 Τοπολογία τρίτη

Η τρίτη τοπολογία που εξετάζουμε είναι αυτή του σχήματος 25. Αποτελείται και αυτή από τρεις διαδρομές των δύο εναλλακτικών μονοπατιών. Στην τρίτη τοπολογία που εξετάζουμε ο αριθμός των κόμβων που αποτελούν κάθε μονοπάτι είναι

μεγαλύτερος σε σχέση με τους κόμβους των μονοπατιών των υπολοίπων δύο τοπολογιών. Το πρώτο μονοπάτι αποτελείται από 12 κόμβους, το δεύτερο μονοπάτι από 10 κόμβους, το τρίτο μονοπάτι από 14 κόμβους, το τέταρτο μονοπάτι από 9 κόμβους, το πέμπτο μονοπάτι 9 κόμβους και το έκτο μονοπάτι από 13 κόμβους.



Σχήμα 25: Τοπολογία τρίτη

5.4.2 Επιλογή μονοπατιών

Για την εκάστοτε επιλογή μονοπατιών χρησιμοποιούμε τους αλγορίθμους και τις προσεγγίσεις. Έτσι η χρήση του πρώτου αλγορίθμου επιλέγει το πρώτο μονοπάτι από την τρίτη διαδρομή, το πρώτο μονοπάτι από την δεύτερη διαδρομή και το πρώτο μονοπάτι από την πρώτη διαδρομή. Ο δεύτερος αλγόριθμος επιλέγει κατά σειρά το πρώτο μονοπάτι από την πρώτη διαδρομή, το πρώτο μονοπάτι από την δεύτερη διαδρομή και το δεύτερο μονοπάτι από την τρίτη διαδρομή. Ο τρίτος αλγόριθμος επιλέγει κατά σειρά το πρώτο μονοπάτι από την τρίτη, το πρώτο μονοπάτι από την δεύτερη διαδρομή και το πρώτο μονοπάτι από την πρώτη διαδρομή. Στη συνέχεια με τον τέταρτο αλγόριθμο επιλέγουμε το δεύτερο μονοπάτι της πρώτης διαδρομής, το πρώτο μονοπάτι της δεύτερης διαδρομής και το δεύτερο

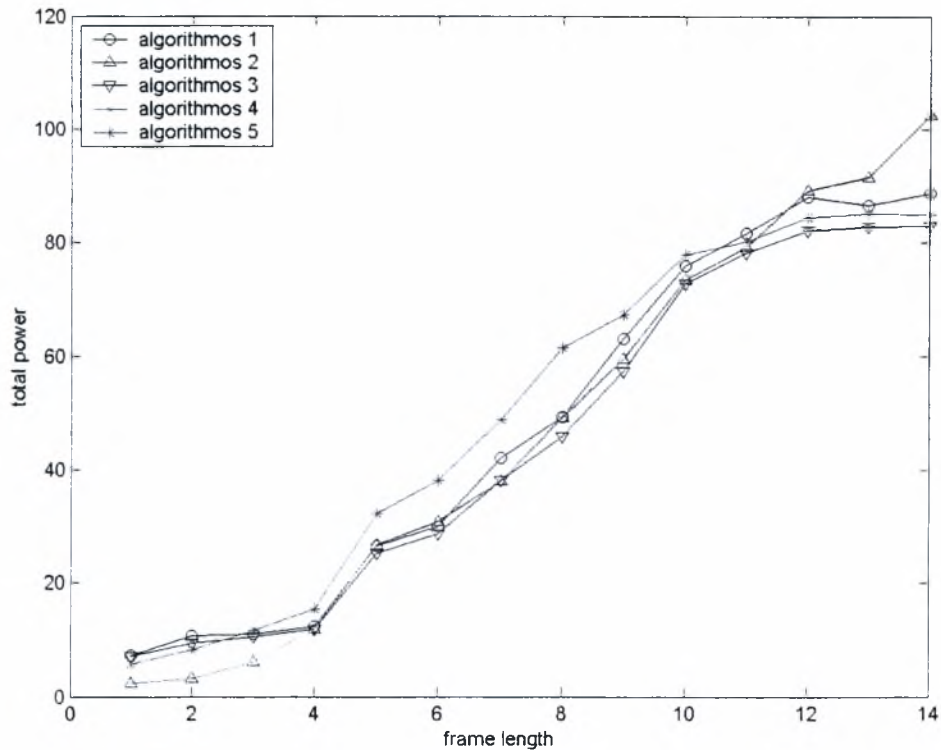
μονοπάτι της τρίτης διαδρομής. Τέλος με τον πέμπτο αλγόριθμο επιλέγουμε το πρώτο μονοπάτι της πρώτης διαδρομής, το πρώτο μονοπάτι της δεύτερης διαδρομής και το πρώτο μονοπάτι της τρίτης διαδρομής. Στη συνέχεια έχουμε τον πίνακα με συγκεντρωμένες τις επιλογές των μονοπατιών:

Αλγόριθμος πρώτο	πέμπτο μονοπάτι	τρίτο μονοπάτι	πρώτο μονοπάτι
Αλγόριθμος δεύτερος	πρώτο μονοπάτι	τρίτο μονοπάτι	έκτο μονοπάτι
Αλγόριθμος τρίτος	πέμπτο μονοπάτι	τρίτο μονοπάτι	πρώτο μονοπάτι
Αλγόριθμος τέταρτος	πρώτο μονοπάτι	τρίτο μονοπάτι	έκτο μονοπάτι
Αλγόριθμος πέμπτος	πρώτο μονοπάτι	τρίτο μονοπάτι	πέμπτο μονοπάτι

Πίνακας 5: Επιλογή μονοπατιών

5.4.3 Συνολική καταναλισκόμενη ισχύς των διάφορων επιλογών

Στη συνέχεια υπολογίζουμε τα γραφήματα της συνολικής καταναλισκόμενης ισχύος του δικτύου σε κάθε χρονική στιγμή του. Έτσι θα καταλήξουμε στο ποιος από τους παραπάνω αλγορίθμους εξοικονομεί το μεγαλύτερο ποσό ισχύος.

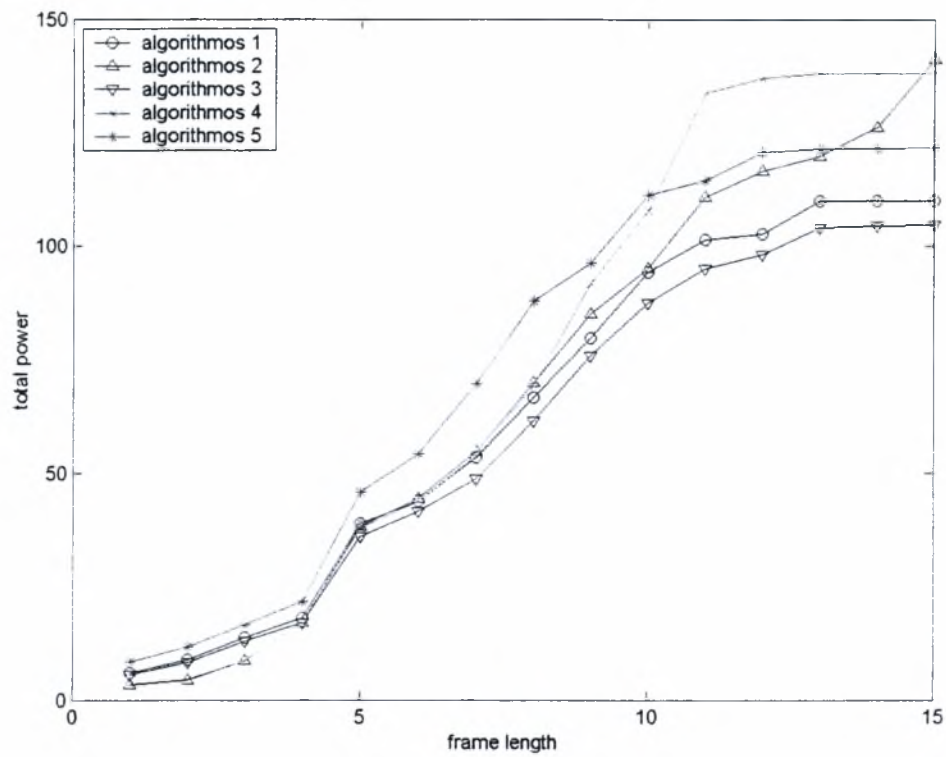


Σχήμα 26: Κατανάλωση ισχύος με χρήση όλων των αλγορίθμων και για τιμή του κατωφλίου $\epsilon=10^{-3}$

Παρατηρούμε ότι και στην τρίτη τοπολογία που εξετάζουμε, την καλύτερη ενεργειακή απόδοση έχουμε με τη χρήση του τρίτου αλγορίθμου και έπειτα με τη χρήση του πρώτου αλγορίθμου. Οι χρονικές στιγμές (frame length) που απαιτούνται για την εξυπηρέτηση όλων των συνδέσεων είναι 13 για τους αλγορίθμους 1,3 και 5 και 14 χρονικές στιγμές για τους αλγορίθμους 2 και 4. Και στη συγκεκριμένη τοπολογία ο πέμπτος αλγόριθμος αποτελεί μέτρο σύγκρισης για τους άλλους αλγορίθμους.

Στη συνέχεια για την τρίτη τοπολογία τρέχουμε πάλι τους αλγορίθμους μας με την παράμετρο όμως ϵ να παίρνει την τιμή 10^{-4} . Αυτό που παρατηρούμε είναι ότι χρειαζόμαστε μεγαλύτερη κατανάλωση ισχύος για να επιτύχουμε τους επιθυμητούς λόγους SINR (το γεγονός οφείλεται στην μεταβολή της τιμής του ϵ) και ότι επίσης χρειαζόμαστε μεγαλύτερο μέγεθος frame για να εξυπηρετήσουμε όλα τα μονοπάτια μας. Έτσι σε αυτήν την περίπτωση χρειαζόμαστε κατά μέσο όρο 15 χρονικές στιγμές για να εξυπηρετήσουμε όλα τα μονοπάτια σε σχέση με τις 14 χρονικές στιγμές που

χρειαζόμασταν όταν το ε είχε τιμή 10^{-3} . Θα πρέπει ακόμη να τονίσουμε ότι και πάλι η επιλογή των μονοπατιών παραμένει η ίδια και για τις δύο τιμές ε .



Σχήμα 27: Κατανάλωση ισχύος με χρήση όλων των αλγορίθμων και για τιμή του κατωφλίου $\varepsilon=10^{-4}$

Κεφάλαιο 6

Συμπεράσματα-άξονες μελλοντικής μελέτης

6.1.1 Γενικά συμπεράσματα

Ο τομέας των ασύρματων αδόμητων δικτύων παρουσιάζει μεγάλο επιστημονικό ενδιαφέρον. Ο συγκεκριμένος τομέας αποτελεί τη βάση πολλών ασύρματων εφαρμογών. Το κύριο πρόβλημα που αντιμετωπίζουμε στα συγκεκριμένα δίκτυα είναι το θέμα της κατανάλωσης ισχύος και το πώς θα καταφέρουμε να επιμηκύνουμε την διάρκεια ζωής του δικτύου. Οι διάφοροι κινητοί χρήστες του δικτύου λειτουργούν με τη χρήση συσσωρευτών (μπαταριών) πεπερασμένης διάρκειας ζωής. Οι διαδικασίες που γίνονται στους διάφορους χρήστες καταναλώνουν την ενέργεια των συσσωρευτών, με αποτέλεσμα να οδηγούμαστε σε παύση της λειτουργίας κάποιου χρήστη όταν καταναλωθεί όλη η ενέργεια του συσσωρευτή του. Έτσι θα πρέπει να φροντίσουμε για την όσο το δυνατόν μεγαλύτερη διάρκεια ζωής του κάθε κόμβου ξεχωριστά, γεγονός που θα μας οδηγήσει και στην μεγαλύτερη διάρκεια ζωής του δικτύου μας.

6.1.2 Συμπεράσματα αλγορίθμων-προσεγγίσεων

Για να καταφέρουμε να λύσουμε το ενεργειακό πρόβλημα των κινητών χρηστών των αδόμητων δικτύων, εξετάζουμε τον συνδυασμό των παραμέτρων έλεγχου ισχύος, δρομολόγησης και χρονοδρομολόγησης. Μεγάλα ποσά ισχύος ξοδεύονται κατά την εκπομπή δεδομένων μεταξύ των διάφορων χρηστών του δικτύου. Έτσι ένας καλός τρόπος για να εξοικονομήσουμε μεγάλα ποσά ισχύος και συνάμα να αυξήσουμε την διάρκεια ζωής του δικτύου είναι να μελετήσουμε αυτές τις παραμέτρους και τους διάφορους συνδυασμούς τους και να δούμε ποιες από αυτές μπορούν να δώσουν τα καλύτερα αποτελέσματα.

Μία σημαντική διευκρίνιση που θα πρέπει να γίνει είναι ότι σε διάφορες φάσεις των αλγορίθμων μας χρησιμοποιούμε κάποιες ευριστικές τεχνικές και τις βέλτιστες τεχνικές. Κάτι τέτοιο γίνεται στον τρίτο αλγόριθμο κατά την φάση της χρονοδρομολόγησης. Εδώ κατά την χρονοδρομολόγηση του πρώτου επιλεχθέντος μονοπατιού με το δεύτερο επιλεχθέντο μονοπάτι, ξεκινάμε την διαδικασία της

χρονοδρομολόγησης από την πρώτη σύνδεση του δεύτερου μονοπατιού. Έτσι προσπαθούμε να βρούμε με ποια σύνδεση του πρώτου μονοπατιού έχει την μικρότερη κατανάλωση ισχύος. Στην συνέχεια όταν περνάμε στις υπόλοιπες συνδέσεις του δεύτερου μονοπατιού, δεν εξετάζουμε την κατανάλωση ισχύος που έχουν με τις επιλεχθέντες συνδέσεις του πρώτου μονοπατιού, ενώ μπορεί με κάποια από αυτές να έχουν πολύ μικρή κατανάλωση ισχύος. Με την τεχνική αυτή μπορούμε να έχουμε μικρή πολυπλοκότητα στις πράξεις που χρειάζονται για την χρονοδρομολόγηση των δύο μονοπατιών. Η ίδια ευριστική τεχνική χρησιμοποιείται στην συνέχεια του τρίτου αλγορίθμου για την χρονοδρομολόγηση και των υπόλοιπων μονοπατιών.

Οι μελέτες που έχουμε κάνει στα προηγούμενα κεφάλαια (4 και 5) μας οδηγούν στο συμπέρασμα ότι την καλύτερη ενεργειακή λειτουργία του δικτύου, μπορούμε να την επιτύχουμε με τον τρίτο αλγόριθμό μας. Ο αλγόριθμος αυτός είναι ένας συνδυασμός και των τριών παραμέτρων (έλεγχος ισχύος, δρομολόγησης, χρονοδρομολόγησης) και ουσιαστικά σε κάθε βήμα του λαμβάνουμε υπόψη μας και τις τρεις παραμέτρους. Σε όλες τις τοπολογίες που εφαρμόσαμε τον συγκεκριμένο αλγόριθμο είχαμε μικρότερη κατανάλωση ενέργειας σε σχέση με τους άλλους δύο αλγορίθμους.

Οι δύο πρώτοι αλγόριθμοι έχουν παρεμφερή λειτουργία, γεγονός που φαίνεται και από τα γραφήματα της ενέργεια που καταναλώνεται. Θα μπορούσαμε να πούμε ότι ο πρώτος αλγόριθμος υπερτερεί σε μερικές περιπτώσεις σε σχέση με τον δεύτερο αλγόριθμο (ελαφρός μικρότερη κατανάλωση ενέργειας).

Επίσης ο τέταρτος και πέμπτος αλγόριθμος που έχουμε μας δίνουν κάποια μέτρα σύγκρισης για την κατανάλωση ισχύος και στις πιο πολλές εφαρμογές που εξετάζουμε παρατηρούμε ότι έχουμε μεγαλύτερη κατανάλωση ισχύος με τη χρήση του τέταρτου αλγορίθμου. Ο πέμπτος αλγόριθμος δεν λαμβάνει υπόψη την αλληλεπίδραση από τις υπόλοιπες συνδέσεις του εκάστοτε δικτύου. Για αυτό και τα αποτελέσματα που έχουμε από την χρήση του είναι παρεμφερή με αυτά του τρίτου αλγορίθμου. Ωστόσο στα περισσότερα δίκτυα έχουμε αλληλεπιδράσεις από τις γειτονικές συνδέσεις, για αυτό και τον πέμπτο αλγόριθμο δεν μπορούμε να τον εκλάβουμε υπόψη μας. Όσον αφορά τις χρονικές στιγμές (time slot) που απαιτούνται για την εξυπηρέτηση όλων των μονοπατιών του δικτύου, είναι περίπου ίδιες σε όλες τις εναλλακτικές περιπτώσεις μας. Το γεγονός αυτό οφείλεται και στο ότι τα μονοπάτια των δικτύων μας αποτελούνται από μικρό αριθμό κόμβων, οπότε

δεν έχουμε και μεγάλη διαφορά στον αριθμό των χρονικών στιγμών που απαιτούνται για την εξυπηρέτηση όλων των μονοπατιών. Στην περίπτωση που θα είχαμε μεγαλύτερα μονοπάτια στο δίκτυό μας, θα βλέπαμε και τις εκάστοτε διαφορές στον αριθμό των απαιτούμενων χρονικών στιγμών.

Επίσης παρατηρούμε στις διάφορες τοπολογίες μας ότι καθώς μειώνεται η τιμή του κατωφλίου ϵ , αυξάνεται η απαιτούμενη ισχύς που χρειάζεται ώστε να έχουμε επιτυχημένη επικοινωνία. Το γεγονός αυτό οφείλεται στο ότι καθώς μειώνεται το ϵ , αυξάνεται το κατώφλι θ . Άρα χρειαζόμαστε και μεγαλύτερα ποσά ισχύος για να αντιμετωπίσουμε τον θόρυβο και τις παρεμβολές από τις υπόλοιπες εκπομπές του δικτύου. Η τιμή του κατωφλίου ϵ δεν επηρεάζει τις επιλογές μονοπατιών που γίνονται για τις διάφορες διαδρομές παρά μόνο την συνολική ισχύς αλλά και το μέγεθος του απαιτούμενου frame ώστε να έχουμε εξυπηρέτηση όλων των μονοπατιών μας. Αυτό εξηγείται από το γεγονός ότι πολλές συνδέσεις παύουν πλέον να είναι εφικτές στις διάφορες χρονικές στιγμές, αφού πλέον πρέπει να εκπέμπουν με μεγαλύτερη ισχύ ώστε να ξεπερνούν την τιμή του κατωφλίου θ .

6.2 Άξονες μελλοντικής μελέτης

Ο τομέας των ασύρματων αδόμητων δικτύων είναι από τους πλέον αναπτυσσόμενους τομείς δικτύων. Το κύριο πρόβλημα που έχουμε να αντιμετωπίσουμε σε αυτά τα δίκτυα είναι η κατανάλωση της ισχύος και το πώς θα καταφέρουμε να έχουμε όσο τον δυνατόν μικρότερη κατανάλωση κατά την οποιαδήποτε εκπομπή. Στην μελέτη που κάναμε είδαμε κάποιους αλγορίθμους και τον τρόπο με τον οποίο μπορούν να μας βοηθήσουν στο να εξοικονομήσουμε ποσά ισχύος. Παρόλα αυτά κάποιες περιπτώσεις δεν έχουν αναπτυχθεί πλήρως στην παραπάνω διατριβή.

Καταρχήν θα ήταν επιθυμητό να εξετάσουμε την λειτουργία των πέντε αλγορίθμων πάνω σε τοπολογίες περισσότερων διαδρομών (εμείς έχουμε τρεις διαδρομές σε κάθε τοπολογία), όπου κάθε διαδρομή θα έχει αρκετά εναλλακτικά μονοπάτια (εδώ έχουμε δύο εναλλακτικά μονοπάτια στην κάθε διαδρομή). Επίσης τα μονοπάτια που εξετάζουμε αποτελούνται από τρεις έως δέκα κόμβους. Θα ήταν μία καλή προσέγγιση το να εξετάζαμε και μονοπάτια πολύ περισσότερων κόμβων. Έτσι θα είχαμε μία προσέγγιση πιο κοντά στην πραγματικότητα, όπου συνήθως τα διάφορα αδόμητα δίκτυα αποτελούνται από αρκετούς κόμβους.

Άλλα μεγέθη τα οποία θα μπορούσαμε να μεταβάλουμε είναι τα κατώφλια ϵ και θ . Στις μελέτες μας εξετάζουμε δύο διαφορετικές τιμές της τιμής ϵ . Θα μπορούσαμε να δούμε αρκετές διαφορετικές τιμές αυτών των παραμέτρων, ώστε να ήμαστε σε θέση να βγάλουμε καλύτερα συμπεράσματα πάνω στον τομέα της κατανάλωσης ισχύος αλλά και στο απαιτούμενο μέγεθος frame ώστε να εξυπηρετηθούν όλα τα μονοπάτια.

Στους αλγορίθμους που εξετάζουμε χρησιμοποιούμε δύο διαφορετικούς τρόπους χρονοδρομολόγησης. Στους 1,2,4,5 αλγορίθμους χρησιμοποιούμε την αλγόριθμο χρονοδρομολόγησης A από την μελέτη [4], ενώ στον αλγόριθμο 3 χρησιμοποιούμε τον αλγόριθμο χρονοδρομολόγησης B της μελέτης [4]. Θα μπορούσαμε να χρησιμοποιήσουμε τις δύο τεχνικές χρονοδρομολόγησης πάνω σε όλους τους αλγορίθμους μας. Έτσι θα είχαμε μία πιο ολοκληρωμένη εικόνα της λειτουργίας των αλγορίθμων μας, η οποία θα μπορούσε να μας οδηγήσει σε επιπλέον συμπεράσματα.

Βιβλιογραφία

- [1]. “Energy concerns in wireless network”, Anthony Ephremides, university of Maryland
- [2]. “Performance of optimum transmitter power control in cellular radio systems”, Jens Zander, Member IEEE
- [3]. “Σημειώσεις προχωρημένα εργαστηριακά θέματα δικτύων”, Ι. Κουτσόπουλος 2004
- [4]. “A framework for cross layer design for energy efficient communication with QOS provisioning in multi- hop wireless networks”, Ulas C.Kozat, Iordanis Koutsopoulos, and Leandros Tassiulas
- [5]. “Σημειώσεις ασύρματων τηλεπικοινωνιών”, Ι. Κουτσόπουλος, Λέανδρος Τασιούλας 2003
- [6]. “Power-aware broadcasting and activity scheduling in Ad-Hoc wireless networks using connected

dominating sets”, Jie Wu and Bing Wu, Ivan Stojmenovic

[7]. “Design and evaluation of a metropolitan Area Multitier wireless Ad-Hoc network Architecture”, Jorjeta G. Jetcheta, Yih-Chun Hu, Santashil Palchaudhuri, Amit Kumar Saha, David B. Jonson

[8]. “Standard evaluations for Ad-Hoc mobile networks”,

[9]. “Algorithms for finding an optimal set of short disjoint path in a communication Network”, Don Torrieri

[10]. “Power aware routing in mobile Ad-Hoc network”, Suresh Singh, Mike Woo and C.S. Raghavedre

[11]. “Joint scheduling and power control for wireless Ad-Hoc networks”, Tamer ElBatt and Anthony Ephremides

[12]. “Optimal routing, link scheduling and power control in multi-hop wireless networks”, R.L Cruz and Arvind V. Sathanam

[13]. “Optimum transmission radii in packet radio networks or why six is a magic number”, L.K Leinrock and J.A. Silvester

[14]. “Capacity regions for wireless Ad-Hoc networks”, S. Toumpis, A.J. Goldsmith

[15]. “Routing and scheduling in packet radio networks”, Madju Sekhar M. and Kumar N. Sivaragan

[16]. “Centralized power control in cellular radio systems”, Sudheer A. Grandhi, Rajiv Vijayan, David j. Goodman and Jens Zander

[17]. “A joint scheduling, power control and routing algorithm for Ad-Hoc wireless networks”, Yun Li and Anthony Ephremides

[18]. “Stochastic power control for cellular radio systems”, Sennur Ulukus and R.D Yates

[19]. “Optimal power control, scheduling and routing in uwb networks”, Bozidar Radunovic and Jean-Yves Le Boudec

[20]. “Joint scheduling, power control and routing in symmetric one dimensional, multi-hop wireless networks”, Bozidar Radunovic and Jean-Yves Le Boudec



ΠΑΝΕΠΙΣΤΗΜΙΟ
ΘΕΣΣΑΛΙΑΣ



004000074828