



ΠΑΝΕΠΙΣΤΗΜΙΟ ΠΕΛΟΠΟΝΝΗΣΟΥ
ΣΧΟΛΗ ΘΕΤΙΚΩΝ ΕΠΙΣΤΗΜΩΝ ΚΑΙ ΤΕΧΝΟΛΟΓΙΑΣ
ΤΜΗΜΑ ΕΠΙΣΤΗΜΗΣ ΚΑΙ ΤΕΧΝΟΛΟΓΙΑΣ ΤΗΛΕΠΙΚΟΙΝΩΝΙΩΝ
Π.Μ.Σ. «ΠΡΟΗΓΜΕΝΑ ΤΗΛΕΠΙΚΟΙΝΩΝΙΑΚΑ ΣΥΣΤΗΜΑΤΑ ΚΑΙ
ΔΙΚΤΥΑ»

«Ανάλυση Χωρητικότητας Ad hoc Δικτύων»

ΜΕΤΑΠΤΥΧΙΑΚΗ ΕΡΓΑΣΙΑ

του

Παναγιώτη Γ. Πασπάλα

Επιβλέπων: Καθηγητής Ανδρέας Μαράς

Τρίπολη Σεπτέμβριος 2011

ΠΕΡΙΛΗΨΗ

Στην παρούσα εργασία ασχολούμαστε με τη χωρητικότητα μετάδοσης δεδομένων μέσα από ασύρματα δίκτυα. Μελετάμε ορισμένα ζητήματα που σχετίζονται με τον σχεδιασμό και την αξιολόγηση των επιδόσεων των δικτύων με διαδρομές πολλαπλών βημάτων (multihop), γνωστά και ως ad hoc δίκτυα.

Αρχικά κάνουμε μια εισαγωγή στα Ad hoc δίκτυα αναφέροντας τον ορισμό τους, τις ιδιότητες τους, τα χαρακτηριστικά τους και τα προβλήματα συνδέονται με αυτά.

Στην συνέχεια γίνεται μια αναφορά στην απαιτούμενη ισχύ για την ασυμπτωτική συνδεσιμότητα σε ασύρματα δίκτυα. Χρησιμοποιώντας κάποια αποτελέσματα από τη θεωρία συνεχούς διήθησης, θα διαμορφώσουμε έναν ακριβή χαρακτηρισμό της κρίσιμης ακτίνας μετάδοσης των κόμβων σε ένα ασύρματο δίκτυο έτσι ώστε το δίκτυο παραμένει συνδεδεμένο με πιθανότητα που προσεγγίζει τη μονάδα όσο ο αριθμός των κόμβων αυξάνεται.

Έπειτα αναλύουμε την ικανότητα μεταφοράς κίνησης των δικτύων με διαδρομές πολλαπλών τμημάτων. Θα αποδείξουμε ότι, σύμφωνα με ορισμένα μοντέλα που χρησιμοποιούνται από την τρέχουσα τεχνολογία, η μέση απόδοση (throughput) που λαμβάνεται από τους κόμβους σε ένα δυσδιάστατο ασύρματο δίκτυο μειώνεται ως το αντίστροφο της τετραγωνικής ρίζας του αριθμού των κόμβων του δικτύου.

Τέλος παρουσιάζουμε την επιρροή των διαφόρων μοντέλων κίνησης στην διαβάθμιση της ανά κόμβο χωρητικότητας.

ABSTRACT

In this thesis we are concerned with the problems of data capacity in wireless networks. We study some issues related to the design and performance evaluation of multihop wireless networks, also known as ad hoc networks.

Initially, we make introduction to the Ad hoc networks giving their definition, their properties, characteristics and problems.

Then, we make a specific reference with regard to the required power for asymptotic connectivity in wireless networks. Using some results from the theory of continuous percolation, we carefully formulate the precise characterization of the critical transmission radius of nodes placed in a wireless network so that the network is connected with probability approaching one as the number of nodes increases.

Next, we analyze the capacity of traffic networks with a multiple number of hops. We prove that, according to certain models which are motivated by current technology developments, the average performance (i.e., throughput) of all nodes in a two-dimensional wireless network decreases as the inverse square root of the number of network nodes.

Finally, we present the influence of different traffic patterns using as ranking the node capacity.

ΠΕΡΙΕΧΟΜΕΝΑ

ΠΕΡΙΛΗΨΗ.....	ii
ABSTRACT	iii
ΠΕΡΙΕΧΟΜΕΝΑ.....	iv
ΛΙΣΤΑ ΣΧΗΜΑΤΩΝ	v
ΚΕΦΑΛΑΙΟ 1^ο - ΕΙΣΑΓΩΓΗ	
1.1 Γενικά για ασύρματες επικοινωνίες	1
1.2 Ορισμός Ad hoc δικτύων.....	2
1.3 Εφαρμογές ad hoc δικτύων.....	3
1.4 Χαρακτηριστικά Ad hoc δικτύων	4
1.5 Προβλήματα – Παρόν και μέλλον Ad hoc δικτύων.....	6
ΚΕΦΑΛΑΙΟ 2^ο - ΑΠΑΙΤΟΥΜΕΝΗ ΙΣΧΥΣ ΓΙΑ ΤΗΝ ΑΣΥΜΠΤΩΤΙΚΗ ΣΥΝΔΕΣΙΜΟΤΗΤΑ ΣΕ ΑΣΥΡΜΑΤΑ ΔΙΚΤΥΑ.....	10
2.1 Διατύπωση προβλημάτων και ορισμένα σχετικά προβλήματα	11
2.2 Απαραίτητη προϋπόθεση για την συνδεσιμότητα $r(n)$	13
2.3 Ικανή προϋπόθεση για την συνδεσιμότητα $r(n)$	16
ΚΕΦΑΛΑΙΟ 3^ο - ΧΩΡΗΤΙΚΟΤΗΤΑ ΜΕΤΑΦΟΡΑΣ ΚΙΝΗΣΗΣ AD HOC ΔΙΚΤΥΩΝ	22
3.1 Ασύρματα δίκτυα τυχαία δομημένα στο χώρο	25
3.2 Ασύρματα δίκτυα τυχαία δομημένα στο χώρο : Το άνω φράγμα στη χωρητικότητα μεταφοράς	29
3.3 Ασύρματα δίκτυα τυχαία δομημένα στο χώρο: Ένα κατώτερο όριο στην χωρητικότητα μεταφοράς	33
3.4 Τυχαία Δίκτυα.....	34
3.5 Ασύρματα δίκτυα τυχαία κατανεμημένα στο χώρο: Ένα κατώτερο όριο στην χωρητικότητα μεταφοράς	36
ΚΕΦΑΛΑΙΟ 4^ο - ΧΩΡΗΤΙΚΟΤΗΤΑ ΤΩΝ AD-HOC ΔΙΚΤΥΩΝ ΜΕ ΔΙΑΦΟΡΑ ΜΟΝΤΕΛΑ ΚΙΝΗΣΗΣ.....	43
4.1 Δίκτυο μονής κυψέλης.....	43
4.2 Αλυσίδα κόμβων	44
4.3 Δίκτυα Πλέγματος.....	46

4.4 Χωρητικότητα σε ad hoc δίκτυα κινητών κόμβων	49
ΚΕΦΑΛΑΙΟ 5 ^ο - ΣΥΜΠΕΡΑΣΜΑΤΑ-ΠΡΟΤΑΣΕΙΣ	53
ΑΡΤΙΚΟΛΕΞΑ.....	55
ΒΙΒΛΙΟΓΡΑΦΙΑ	56

ΛΙΣΤΑ ΣΧΗΜΑΤΩΝ

Σχήμα 1.1 Ασύρματο δίκτυο με υποδομή και ad hoc δίκτυο	2
Σχήμα 1.2 Ad hoc δίκτυο	5
Σχήμα 2.1 Διακυμάνσεις στην σύνδεση δικτύου με εύρος μετάδοσης $r(n)$	11
Σχήμα 3.1 Το Μοντέλο Πρωτοκόλλου	25
Σχήμα 3.2 Παραλλαγή του Μοντέλου Πρωτοκόλλου που επιτρέπει κατευθυντική μετάδοση μη μηδενικής γωνίας εξάπλωσης δέσμης	26
Σχήμα 3.3 Ένα εποικοδομητικό κατώτατο όριο χωρητικότητας μεταφοράς στα αυθαίρετα δίκτυα.....	33
Σχήμα 3.4 Υπολογίζοντας $A(r)$ (την περιοχή ενός δίσκου με ακτίνα r σε μια σφαίρα μοναδιαίας επιφάνειας).....	38
Σχήμα 3.5 Το X_k δεν μπορεί να λάβει την ίδια χρονική στιγμή όπως το X_j στο ίδιο κανάλι	39
Σχήμα 4.1 Συνολική χωρητικότητα δικτύου μονής κυψέλης	44
Σχήμα 4.2 Αλυσίδα έξι κόμβων.....	45
Σχήμα 4.3 Συνολική χωρητικότητα δικτύου αλυσίδας κόμβων.....	46
Σχήμα 4.4 Δίκτυο πλέγματος με οριζόντια ροή πακέτων	47
Σχήμα 4.5 Μέση απόδοση ανά ροή (throughput) σε δίκτυο πλέγματος με οριζόντια ροή πακέτων.....	47
Σχήμα 4.6 Μέση απόδοση ανά ροή (throughput) σε δίκτυο πλέγματος με οριζόντια και κάθετη ροή πακέτων	48
Σχήμα 4.7 Αλλαγή χωρητικότητας δικτύου λόγω κινητικότητας και αριθμού συνεδριών.....	49
Σχήμα 4.8 Οι κόμβοι θα έπρεπε να είναι στις γωνίες για να υπολογίσουμε την μέγιστη πιθανή χωρητικότητα.....	50
Σχήμα 4.9 Κατανομή της χωρητικότητας δικτύου με μεταβαλλόμενη κινητικότητα .51	

ΚΕΦΑΛΑΙΟ 1^ο

ΕΙΣΑΓΩΓΗ

1.1 Γενικά για ασύρματες επικοινωνίες

Η ανάγκη του ανθρώπου για επικοινωνία, έχει παρατηρηθεί από αρχαιοτάτων χρόνων. Η ανταλλαγή πληροφορίας, κυρίως για οικονομικούς και εμπορικούς λόγους, ήταν αυτή που ώθησε την επιστήμη στην προσπάθεια ανακάλυψης νέων τεχνολογιών.

Αρχικά η πληροφορία μεταδιδόταν μέσω της υποδομής που υπήρχε για τις ανθρώπινες ανάγκες και κατά συνέπεια, μεταφερόταν μεταξύ τόπων όπου υπήρχαν εμπορικές δραστηριότητες, όπως για παράδειγμα μεταξύ πόλεων. Με την ανάπτυξη των επικοινωνιών, η μετάδοση της πληροφορίας δεν χρειαζόταν να ακολουθήσει φυσικά μονοπάτια. Επιπλέον, η ανακάλυψη νέων τεχνολογιών βελτίωσε την απόδοση της μεταφοράς της πληροφορίας. Αρχικά ο τηλεγράφος, στη συνέχεια το τηλέφωνο και τέλος οι ασύρματες επικοινωνίες ήταν αυτές που έδωσαν ώθηση στην τεχνολογία της τηλεπικοινωνίας.

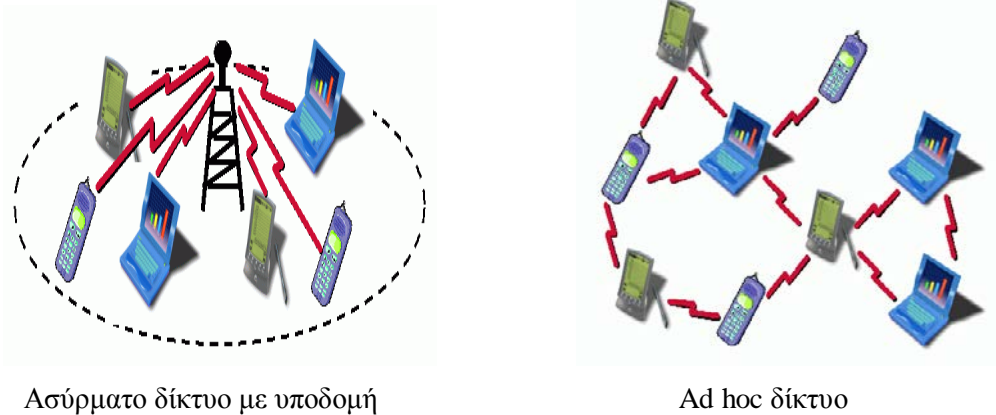
Η μετάδοση τηλεπικοινωνιακών σημάτων γίνεται κατά δύο τρόπους, είτε με χρήση ενσύρματων μέσων (σταθερή τηλεφωνία), είτε με ασύρματη μετάδοση. Η ενσύρματη επικοινωνία (γραμμές μεταφοράς, κυματοδηγοί και οπτικές ίνες) προτιμάται κυρίως για την τηλεπικοινωνιακή διασύνδεση σημείων που είναι σταθερά και σε μικρή γεωγραφική έκταση. Αντίθετα, η ασύρματη επικοινωνία στηρίζεται στην ηλεκτρομαγνητική ακτινοβολία και χρησιμοποιεί κεραίες για την εκπομπή και λήψη σημάτων. Στα τέλη του 19^{ου} αιώνα, ο G. Marconi υλοποίησε για πρώτη φορά ένα σύστημα ασύρματης μετάδοσης βασισμένος στην θεωρία που είχε διατυπώσει ο Maxwell. Μέχρι το 1940 χρησιμοποιούνταν συνήθως συχνότητες UHF. Από την δεκαετία του '40 και έπειτα, η αλματώδης ανάπτυξη της πληροφορικής και της ηλεκτρονικής σε συνδυασμό με την αύξηση του όγκου πληροφορίας, έχουν οδηγήσει στην ανάπτυξη νέων τεχνολογιών.

Η προτίμηση των ασύρματων ως προς τις ενσύρματες επικοινωνίες οφείλεται σε ορισμένα προτερήματα που έχουν. Ένα από αυτά είναι η γραμμική απόσβεση του ηλεκτρομαγνητικού κύματος καθώς αυξάνεται η απόσταση από την πηγή. Αντίστοιχα, στα ενσύρματα μέσα, παρατηρείται εκθετική απόσβεση του ηλεκτρομαγνητικού κύματος. Ένα άλλα πλεονέκτημα είναι το σχετικά μικρό κόστος

εγκατάστασης και λειτουργίας ενός δικτύου, σε αντίθεση με το μεγάλο κόστος στο ενσύρματο δίκτυο. Τέλος είναι η δυνατότητα κινητών επικοινωνιών καθώς με τον καιρό αναπτύχθηκε ένας μεγάλος αριθμός ασύρματων δικτύων ανάλογα με το σκοπό και τα αντίστοιχα μέσα που διατίθενται για τη δημιουργία τους.

1.2 Ορισμός Ad hoc δικτύων

Η ασύρματη επικοινωνία επιτρέπει τη μεταφορά πληροφοριών μέσα από ένα δίκτυο αποσυνδεδεμένων και συχνά κινητών χρηστών. Τα δημοφιλή ασύρματα δίκτυα, όπως τα δίκτυα κινητής τηλεφωνίας και τα ασύρματα LANs, είναι παραδοσιακά βασισμένα σε υποδομή, δηλαδή οι σταθμοί βάσεως, τα σημεία πρόσβασης και οι κεντρικοί υπολογιστές (servers) αναπτύσσονται (παίρνουν συγκεκριμένες θέσεις) προτού αρχίσει να λειτουργεί το δίκτυο. Αντίθετα, τα δίκτυα ad hoc, διαμορφώνονται δυναμικά μεταξύ μιας ομάδας ασύρματων χρηστών και δεν απαιτούν καμία υπάρχουσα υποδομή, όπως φαίνεται στο Σχήμα 1.1:



Σχήμα 1.1. Ασύρματο δίκτυο με υποδομή και ad hoc δίκτυο

Η δυναμική και αυτό-οργανωτική φύση των δικτύων ad hoc τα καθιστά ιδιαίτερα χρήσιμα σε καταστάσεις όπου απαιτούνται γρήγορες επεκτάσεις δικτύων ή όπου η επέκταση και διαχείριση της υποδομής των δικτύων είναι απαγορευτικά δαπανηρές.

1.3 Εφαρμογές ad hoc δικτύων

Αν και η έρευνα στα ad hoc δίκτυα έχει ενταθεί τα τελευταία χρόνια, η απαρχή της εντοπίζεται τη δεκαετία του 70 και είχε αρχικά αμιγώς στρατιωτικό χαρακτήρα (κάτι συνηθισμένο στις τεχνολογίες). Η ευελιξία και η δυναμική φύση των ad hoc δικτύων τα κατατάσσουν ως την ιδανική λύση για διάφορες στρατιωτικές εφαρμογές, κατά τις οποίες η κατασκευή υποδομών δεν είναι χρονικά εφικτή. Ακόμα όμως κι αν υπήρχε χρόνος για τη δημιουργία σταθμών βάσης, το όλο δίκτυο θα ήταν πολύ ευάλωτο στις επιθέσεις. Τα στρατιωτικά οχήματα σε ένα πεδίο μάχης ή ένας στόλος πλοίων στη θάλασσα αποτελούν περιπτώσεις τέτοιων δικτύων.

Η ανάπτυξη νέων τεχνολογιών, όπως το *Bluetooth* και το *IEEE 802.11*, διευκόλυναν την επέκταση των ad hoc δικτύων πέρα από τον στρατιωτικό τομέα. Σημαντική εφαρμογή των ad hoc δικτύων αποτελούν τα δίκτυα αισθητήρων (*Sensor Networks*). Σε αυτά, οι αυτόνομοι κόμβοι του δικτύου περιέχουν αισθητήρες που καταγράφουν μετρήσεις για διάφορα φυσικά ή περιβαλλοντικά μεγέθη. Έτσι, για παράδειγμα, αξιοποιώντας τις μετρήσεις που στέλνουν οι αισθητήρες, το κέντρο ελέγχου μιας κρίσιμης υποδομής μπορεί να έχει συνέχεια μια ολοκληρωμένη εικόνα της κατάστασης της υποδομής. Τοποθετώντας αισθητήρες σε δάση, το δασαρχείο μπορεί να ενημερώνεται έγκαιρα για την παρουσία καπνού προλαβαίνοντας την εξάπλωση της φωτιάς. Η χρήση των δικτύων αισθητήρων επεκτείνεται στον ανθρώπινο οργανισμό, στο οδικό δίκτυο, στις μηχανές παραγωγής, στα έξυπνα σπίτια, κ.α., με το πλήθος των εφαρμογών τους να πολλαπλασιάζεται.

Παρακάτω παρουσιάζονται μερικά περιβάλλοντα που εκμεταλλεύονται την ευελιξία και την ευκολία δημιουργίας των ad hoc δικτύων για την επίτευξη επικοινωνίας.

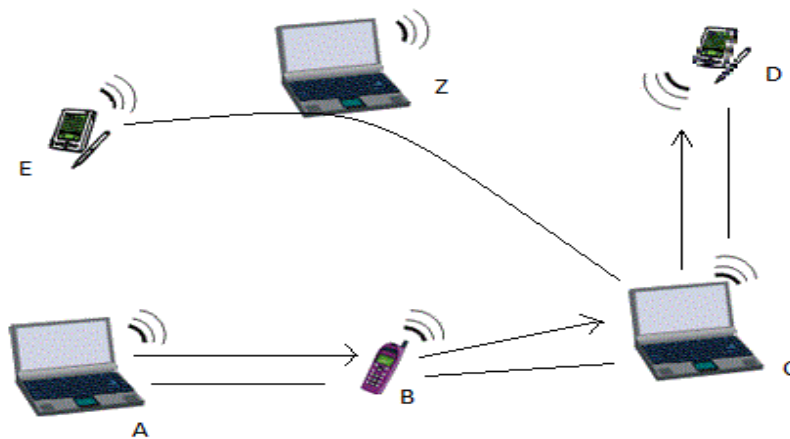
- *Επιχειρήσεις ομάδων διάσωσης*: Τα μέλη της ομάδας, συνήθως κάτω από αντίξοες συνθήκες, πρέπει να βρίσκονται σε συνεχή επικοινωνία για την ανταλλαγή σχετικών πληροφοριών.
- *Υποανάπτυκτες περιοχές*: Χώρες του τρίτου κόσμου αποτελούμενες από δύσβατα εδάφη, έχουν τη δυνατότητα να εγκαταστήσουν απευθείας ad hoc δίκτυα, χωρίς να πρέπει πρώτα να ξοδέψουν χρόνο, χρήμα και την ενέργεια που απαιτούνται κατά την εγκατάσταση ενός ενσύρματου δικτύου.

- *Εμπορικά περιβάλλοντα:* Προσφέρουν υπηρεσίες όπως το ηλεκτρονικό εμπόριο, τη δυναμική πρόσβαση σε στοιχεία πελατών που είναι αποθηκευμένα σε μια κεντρική μονάδα, την παροχή συνεπών βάσεων δεδομένων προς όλους τους πελάτες, κ.α.
- *Εκπαιδευτικές εφαρμογές:* Όπως η δημιουργία εικονικών τάξεων ή συνεδριακών αιθουσών, η εγκαθίδρυση ad hoc επικοινωνίας κατά τη διάρκεια συνεδρίων, συναντήσεων (meetings) ή διαλέξεων, κ.α.
- *Υπηρεσίες με γνώση της τοποθεσίας:* Περιλαμβάνουν υπηρεσίες πληροφορίας, όπως για παράδειγμα διαφήμιση ειδικών υπηρεσιών της τοποθεσίας ή εμφάνιση σε έναν τουρίστα ενός ταξιδιωτικού οδηγού μόλις αυτός εισέρχεται στη συγκεκριμένη περιοχή, κ.α.

1.4 Χαρακτηριστικά Ad hoc δικτύων

Αν και δεν υπάρχει ακόμα ακριβής καθορισμός των γενικών ιδιοτήτων των ad hoc δικτύων, μετά από σύγκριση μερικών από τους ορισμούς, επιλέγουμε τον ακόλουθο: “Ένα ασύρματο ad hoc δίκτυο είναι μια συλλογή αυτόνομων κόμβων ή τερματικών που επικοινωνούν ο ένας με τον άλλον με σκοπό τη διαμόρφωση ενός ραδιοδικτύου πολλαπλών αλμάτων (multi-hop) και οι οποίοι κόμβοι διατηρούν τη συνεκτικότητά τους με έναν αποκεντρωμένο τρόπο”.

Η αρχή πίσω από την ad hoc δικτύωση είναι η αναμετάδοση πολλαπλών αλμάτων, το οποίο σημαίνει ότι τα μηνύματα διαβιβάζονται μέσα από τους άλλους κόμβους, εάν ο κόμβος-στόχος δεν είναι άμεσα προσπελάσιμος. Η απουσία οποιουδήποτε κεντρικού σταθμού βάσεως καθιστά δύσκολη τη διαχείριση του δικτύου. Το Σχήμα 1.2 δίνει ένα παράδειγμα ειδικού δικτύου που περιέχει δύο φορητούς υπολογιστές, δύο κινητά τηλέφωνα και δύο PDAs. Η τεθλασμένη γραμμή δείχνει την ασύρματη σύνδεση. Από τη στιγμή που ο κόμβος A δεν μπορεί να φθάσει στον κόμβο D άμεσα, τα δεδομένα από το A στο D πρέπει να διαβιβαστούν μέσω των κόμβων B και C.



Σχήμα 1.2: Ad hoc δίκτυο

Οι κόμβοι ή τερματικά μπορεί να είναι έξυπνοι αισθητήρες, κινητά τηλέφωνα, PDAs και φορητοί υπολογιστές. Οι ασύρματες τεχνολογίες μετάδοσης δεδομένων όπως το Bluetooth και το IEEE 802.11, επιτρέπουν την αποδοτική επικοινωνία και χρησιμοποιούνται ευρέως σε στρατιωτικό, εμπορικό και ιδιωτικό περιβάλλον. Οι A. Khalili et al. [2] έχουν απαριθμήσει ένα σύνολο διαφορών μεταξύ των ad hoc δικτύων και των αντίστοιχων που είναι βασισμένα σε υποδομή:

- *Καμία σταθερή τοπολογία:* Η τοπολογία δικτύου σε ένα ad-hoc ασύρματο δίκτυο είναι ιδιαίτερα δυναμική λόγω της κινητικότητας των κόμβων. Μπορεί ο κάθε κόμβος να κινείται μέσα και έξω από την εμβέλεια του άλλου. Η τοπολογία αλλάζει, εάν ένα από τα παραπάνω γεγονότα συμβεί, ενώ ο πίνακας δρομολόγησης και ο πίνακας πολύ-εκπομπής πρέπει να αλλάξουν αναλόγως. Αυτό αυξάνει τη δυσκολία στη διαχείριση του δικτύου.
- *Περιορισμένη ενέργεια:* Οι κινητές συσκευές χρησιμοποιούν γενικά την ενέργεια των μπαταριών τους, η οποία είναι περιορισμένη. Προκειμένου να εξοικονομηθεί ενέργεια, μερικές συσκευές μπορούν να λειτουργούν με έναν τελείως αναρθόδοξο τρόπο. Κατά τη διάρκεια αυτής της περιόδου, δεν είναι ενδεχομένως προσπελάσιμοι, ή δεν επεξεργάζονται την κίνηση που περνά από αυτούς, ή μεταπίπτουν στον κανονικό τρόπο λειτουργίας με καθυστέρηση. Από τη μια μεριά, οι περισσότερες ασύρματες συσκευές χρησιμοποιούν τις επικοινωνίες εξάπλωσης φάσματος, οι οποίες χρειάζονται για τη λήψη και την αποκωδικοποίηση του σήματος. Αυτές είναι ακριβές διαδικασίες που καταναλώνουν πολλή ενέργεια.

Αφ' ετέρου, μερικοί σύνθετοι υπολογισμοί είναι επίσης πολύ ακριβείς και καθιστούν δύσκολη την εφαρμογή των συστημάτων δημόσιων κλειδιών στα ad-hoc δίκτυα.

- *Περιορισμένος επεξεργαστής:* Οι περισσότερες κινητές συσκευές έχουν τους φτηνούς και αργούς επεξεργαστές, επειδή οι γρήγοροι επεξεργαστές κοστίζουν πολύ περισσότερο. Ως εκ τούτου παίρνει πολύ χρόνο να εκτελεστούν μερικοί σύνθετοι υπολογισμοί.
- *Περιορισμένη ικανότητα αποθήκευσης άλλων πόρων:* Λόγω των περιορισμών μεγέθους και δαπανών, οι περισσότερες κινητές συσκευές είναι εξοπλισμένες με περιορισμένη ικανότητα αποθήκευσης. Λόγω των ασύρματων τεχνολογιών, το εύρος ζώνης δικτύων είναι επίσης περιορισμένο.
- *Παροδική συνεκτικότητα και διαθεσιμότητα:* Πολλοί κόμβοι μπορεί να μην είναι προσπελάσιμοι για κάποιο χρόνο ώστε μπορούν να εξοικονομούν ενέργεια.
- *Κάθε κόμβος είναι ένας δρομολογητής:* Οι κόμβοι που είναι εκτός εμβέλειας ενός σταθερού κόμβου, δεν μπορούν να προσπελασθούν άμεσα από αυτόν τον κόμβο. Μπορούν μόνο να προσπελασθούν με την αποστολή πακέτων μέσω άλλων κόμβων.
- *Κοινό φυσικό μέσο:* Αντίθετα με τα συνδεδεμένα με καλώδιο δίκτυα, κάθε συσκευή εντός εμβέλειας μπορεί να έχει πρόσβαση στο μέσο μετάδοσης.
- *Έλλειψη κεντρικής διαχείρισης:* Τα ειδικά δίκτυα μπορούν να συσταθούν παντού και ανά πάσα στιγμή. Γενικά δεν υπάρχει διαθέσιμη καμία κεντρική διαχείριση και δεν μπορούμε επίσης να υποθέσουμε ότι όλες οι πληροφορίες μοιράζονται.

Λόγω της έλλειψης σταθερής υποδομής και των περιορισμένων πόρων, γίνεται πιο δύσκολο το πρόβλημα υιοθέτησης πρωτοκόλλων και διάφορων τεχνολογιών από ότι στα βασισμένα σε υποδομή δίκτυα.

1.5 Προβλήματα – Παρόν και μέλλον Ad hoc δικτύων

Η σχεδίαση και η λειτουργία ενός ad hoc δικτύου εμπεριέχει προβλήματα, ένα μέρος των οποίων είναι τα παραδοσιακά προβλήματα των ασύρματων και κινητών επικοινωνιών, ενώ τα υπόλοιπα προκύπτουν από τα δυναμικά χαρακτηριστικά του δικτύου και την απουσία σταθερών δικτυακών υποδομών.

Λόγω της περιορισμένης εμβέλειας μετάδοσης η ανάπτυξη του δικτύου σε μία μεγάλη γεωγραφική περιοχή απαιτεί τη δρομολόγηση των πακέτων σε διαδρομές με πολλαπλά τμήματα. Ενώ οι ασύρματες επικοινωνίες εξελίσσονται με γρήγορο ρυθμό, η διεκπεραιωτική τους ικανότητα είναι μία τάξη μεγέθους μικρότερη σε σχέση με αυτή των ενσύρματων επικοινωνιών. Το γεγονός ότι όλοι οι κόμβοι μοιράζονται το ίδιο φυσικό μέσο προκαλεί προβλήματα όπως συγκρούσεις πακέτων, το πρόβλημα του κρυμμένου κόμβου (hidden node problem) και το πρόβλημα του εκτεθειμένου κόμβου (exposed node problem). Οι αυξημένες απώλειες πακέτων απαιτούν τον προσεκτικό σχεδιασμό των επιπέδων φυσικού μέσου, του υποεπιπέδου προσπέλασης μέσου καθώς και των πρωτοκόλλων μεταφοράς ώστε να μη δημιουργηθούν δυσλειτουργίες κατά την επικοινωνία. Η κινητικότητα των κόμβων, οι αλλαγές στην τοπολογία και η πιθανή κατάτμηση του δικτύου αφορούν κυρίως το πρωτοκόλλου δρομολόγησης και αποτελούν τα κύρια προβλήματα που θα πρέπει να αντιμετωπιστούν. Οι απαιτήσεις που προκύπτουν για το πρωτόκολλο δρομολόγησης συναντώνται μόνο σε ad hoc δίκτυα. Αυτό είχε ως αποτέλεσμα την αυξημένη ερευνητική δραστηριότητα και την ανάπτυξη νέων αλγορίθμων και πρωτοκόλλων για την αντιμετώπισή τους.

Η επεκτασιμότητα σε ένα ad hoc δίκτυο μπορεί γενικώς να οριστεί ως η ικανότητα του δικτύου να παρέχει ένα ικανοποιητικό επίπεδο εξυπηρέτησης πακέτων όταν αυξάνεται ο αριθμός των κόμβων μέσα σε αυτό. Όπως και στα ενσύρματα δίκτυα αυτή η ικανότητα εξαρτάται από την αύξηση του αριθμού των πακέτων ελέγχου ως συνάρτηση της αύξησης του αριθμού των κόμβων και των αλλαγών στην τοπολογία του δικτύου. Σε ad hoc δίκτυα η επεκτασιμότητα συνήθως εξασφαλίζεται με την εισαγωγή ιεραρχικών δομών στην τοπολογία του δικτύου και τη δρομολόγηση των πακέτων, τον περιορισμό του αριθμού των πακέτων ανανέωσης μέσω πινάκων δρομολόγησης σε περιοχές που συμβαίνουν αλλαγές στην τοπολογία ή χρησιμοποιώντας τεχνικές που μειώνουν το εύρος ζώνης στην οποία γίνεται η διαδικασία αναζήτησης διαδρομής.

Οι απαιτήσεις για μείωση της κατανάλωσης ενέργειας σε ένα ad hoc δίκτυο είναι ένα πολυσύνθετο πρόβλημα, πολύ δυσκολότερο σε σχέση με αυτό των παραδοσιακών ασύρματων και κινητών επικοινωνιών. Η αποτελεσματική του λύση δημιουργεί απαιτήσεις στον επανασχεδιασμό όλων των πρωτοκόλλων της επικοινωνιακής διαστρωμάτωσης από το φυσικό επίπεδο ως και το επίπεδο μεταφοράς.

Η ασφάλεια των επικοινωνιών σε αυτά τα δίκτυα παρουσιάζει αρκετές ιδιαιτερότητες οι οποίες προέρχονται κυρίως από την κατανεμημένη δομή του δικτύου και την απαίτηση για συνεργασία όλων των κόμβων ώστε να διεκπεραιωθούν λειτουργίες όπως η δρομολόγηση και η διαχείριση του δικτύου. Εκτός από τα προβλήματα ασφαλείας που έχει το ασύρματο φυσικό μέσο, αλγόριθμοι κρυπτογραφίας και απόδειξης αυθεντικότητας (για παράδειγμα, το σύστημα MD5) είναι δύσκολο να εφαρμοστούν λόγω της κατανεμημένης φύσης του δικτύου.

Ένα άλλο πρόβλημα αποτελεί η δυναμική αριθμοδότηση των σταθμών ενός ad hoc δικτύου. Πρωτόκολλα δυναμικής ανάθεσης IP διευθύνσεων, όπως το DHCP, είναι δύσκολο να εφαρμοστούν σε ad hoc δίκτυα γιατί απαιτούν την δρομολόγηση των πακέτων ελέγχου του πρωτοκόλλου ανάθεσης στο δίκτυο.

Τα ad hoc δίκτυα περιπλέκουν ακόμα περισσότερο τις προκλήσεις του QoS λόγω των χαρακτηριστικών του ασύρματου φυσικού μέσου, της δυναμικής τοπολογίας και τον ανταγωνισμό των κόμβων για την πρόσβαση στο ίδιο κανάλι επικοινωνίας, ενώ ο καθένας πιθανώς έχει διαφορετικές απαιτήσεις για το QoS.

Σχετικά με τη διαχείριση του δικτύου, οι απαιτήσεις προκύπτουν συνήθως από την εφαρμογή του ad hoc δικτύου, αλλά και τους χρήστες ή τις διεργασίες των σταθμών που αποτελούν το δίκτυο. Διαχειριστικές λειτουργίες μπορεί να αφορούν, χωρίς να περιορίζονται, την ανεύρεση κόμβων, την τοπολογία του δικτύου ή των υπηρεσιών που παρέχονται από κάποιους κόμβους. Λόγω της κατανεμημένης φύσης των ad hoc δικτύων, πρωτόκολλα διαχείρισης ενσύρματων δικτύων δεν μπορούν να εφαρμοστούν σε αυτά.

Ωστόσο το πιο βασικό πρόβλημα είναι η έλλειψη καλώς ορισμένων και γενικώς αποδεκτών μοντέλων RF εξασθένισης, επικοινωνιακής κίνησης και κινητικότητας των κόμβων. Αυτά τα *αλληλοσχετιζόμενα* μοντέλα είναι απαραίτητα για την ποιοτική και ποσοτική σύγκριση της απόδοσης διαφορετικών πρωτοκόλλων. Γενικώς, τα ad hoc δίκτυα αποτελούν ένα πολύ πολύπλοκο σύστημα το οποίο είναι δύσκολο να μμοντελοποιηθεί και δεν υπάρχουν αρκετές υλοποιήσεις τέτοιων δικτύων ώστε να αξιολογηθούν τα μμοντέλα περιγραφής.

Η έρευνα σε ad hoc δίκτυα και συγκεκριμένα, επάνω σε πρωτόκολλα δρομολόγησης ικανά να αντεπεξέλθουν στις προκλήσεις που παρουσιάζουν αυτά τα δίκτυα, ξεκίνησαν με τις στρατιωτικές εφαρμογές.

Σήμερα όμως, στα συγκεκριμένα δίκτυα υπάρχει σημαντική ερευνητική δραστηριότητα διεθνώς λόγω των παρακάτω λόγων. Ένα μέρος των προβλημάτων που παρουσιάζονται σε αυτά τα δίκτυα είναι κοινά με άλλες ερευνητικές περιοχές όπως, για παράδειγμα, οι κατανεμημένοι αλγόριθμοι, μμελλοντικά δίκτυα κινητής τηλεφωνίας (4ης γενεάς), grid networks, δίκτυα ανταλλαγής δεδομένων μεταξύ χρηστών στο διαδίκτυο (p2p networks), προσαρμοστικοί αλγόριθμοι δρομολόγησης σε σταθερά δίκτυα, με αποτέλεσμα οι αλγόριθμοι που αναπτύσσονται να έχουν εφαρμογή και σε άλλους επιστημονικούς τομείς. Κατά δεύτερον, τα δίκτυα αυτά παρουσιάζουν πολλές παραλλαγές ως προς τις δυνατότητες και λειτουργίες των κόμβων, τα χαρακτηριστικά κίνησης, τα μοντέλα κινητικότητας και τα κριτήρια απόδοσης με αποτέλεσμα να αποτελούν ένα ευρύ ερευνητικό πεδίο το οποίο παρουσιάζει πολλά και δύσκολα προβλήματα και αποτελεί πρόκληση για επιστήμονες που ασχολούνται με δίκτυα υπολογιστών. Τέλος, η ερευνητική χρηματοδότηση που παρέχεται σε αυτά τα δίκτυα είναι αρκετά υψηλή και αναμένεται να είναι ακόμα πιο μεγάλη την επόμενη δεκαετία.

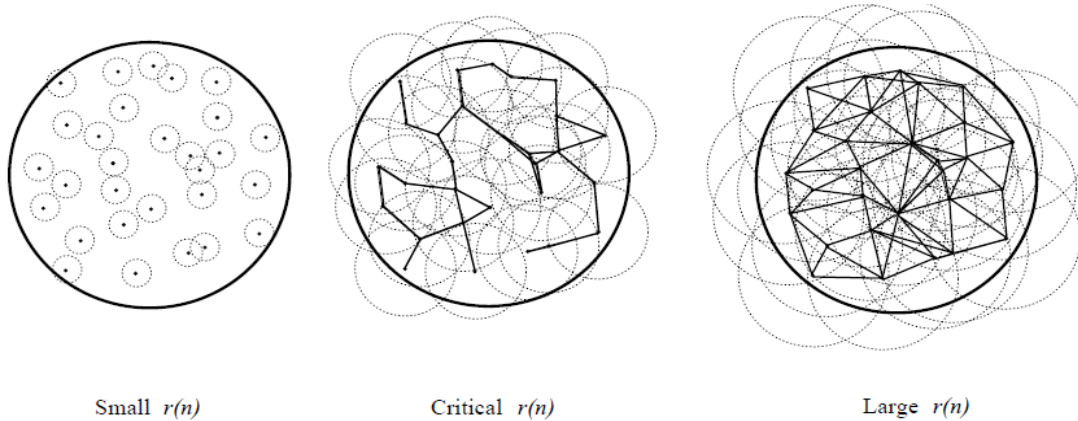
ΚΕΦΑΛΑΙΟ 2°

ΑΠΑΙΤΟΥΜΕΝΗ ΙΣΧΥΣ ΓΙΑ ΤΗΝ ΑΣΥΜΠΤΩΤΙΚΗ ΣΥΝΔΕΣΙΜΟΤΗΤΑ ΣΕ ΑΣΥΡΜΑΤΑ ΔΙΚΤΥΑ

Τα ασύρματα δίκτυα επικοινωνίας αποτελούνται από κόμβους που μοιράζονται ένα κοινό κανάλι επικοινωνίας (για παράδειγμα, ραδιόφωνο ή υπέρυθρες). Κατά συνέπεια, τα σήματα που προορίζονται για ένα κόμβο λήψης δημιουργούν παρεμβολές σε άλλους κόμβους λήψης. Αυτό οδηγεί σε μείωση του λόγου σήματος προς παρεμβολή στους τελευταίους κόμβους, και κατά συνέπεια στην μείωση της ταχύτητας των πληροφοριακών δεδομένων και ως εκ τούτου τη μείωση της χωρητικότητας. Ως εκ τούτου, καθίσταται αναγκαίος ο έλεγχος της ισχύος του πομπού, έτσι ώστε το εκπεμπόμενο σήμα να φτάνει στον προοριζόμενο δέκτη του, ενώ να προκαλεί ταυτόχρονα λιγότερες παρεμβολές για άλλους δέκτες που μοιράζονται το ίδιο κανάλι.

Σε αυτή την εργασία εξετάζουμε το πρόβλημα από διαφορετική άποψη. Υποθέτουμε ότι οι κόμβοι στο πλαίσιο του δικτύου συνεργάζονται για την δρομολόγηση των μεταξύ τους δεδομένων. Παραδείγματα τέτοιων δικτύων είναι τα ad hoc ασύρματα δίκτυα, που συζητήθηκαν στο προηγούμενο κεφάλαιο. Καθοριστικής σημασίας απαίτηση σε τέτοια δίκτυα είναι να υπάρχει ένα μονοπάτι ανάμεσα σε κάθε κόμβο πηγής και του επιλεγμένου κόμβου προορισμού. Αυτή η απαίτηση ικανοποιείται όταν το δίκτυο είναι συνδεδεμένο. Όπως θα δούμε, για την επιτυχή σύνδεση του δικτύου είναι αναγκαίο να εξασφαλιστεί ένα μονοπάτι ανάμεσα σε κάθε πηγή και τον επιλεγμένο προορισμό της, όταν το δίκτυο είναι μεγάλο. Ως εκ τούτου τα επίπεδα ισχύος που χρησιμοποιούνται από κάθε κόμβο για τη μετάδοση σημάτων θα πρέπει να είναι αρκετά υψηλά ώστε να εξασφαλίζεται συνδεσιμότητα στο δίκτυο. Μεταδόσεις πολύ υψηλής ενέργειας, ωστόσο, μπορεί να προκαλέσουν παρεμβολές σε άλλους δέκτες. Συνεπώς, μελετάμε το επίπεδο ισχύος που πρέπει ο κάθε κόμβος του δικτύου να μεταδίδει, προκειμένου να διασφαλιστεί ότι το δίκτυο είναι συνδεδεμένο με μεγάλη πιθανότητα. Ας υποθέσουμε ότι έχουμε n κόμβους τυχαία τοποθετούμενους σε ένα κυκλικό χώρο, ο καθένας με εύρος εκπομπής $r(n)$. Στο Σχήμα 2.1 δίνουμε μια τυπική διακύμανση της σύνδεσης του δικτύου με εύρος εκπομπής $r(n)$ των κόμβων του δικτύου. Όταν το $r(n)$ είναι πολύ μικρό, λίγοι κόμβοι έχουν όλους τους άλλους στο πεδίο τους, και έτσι ουσιαστικά η επικοινωνία δεν μπορεί

να πραγματοποιηθεί στο δίκτυο. Αντίθετα, όταν το εύρος εκπομπής, $r(n)$, είναι πολύ μεγάλο, κάθε κόμβος έχει πολλούς άλλους κόμβους στο πεδίο του, και αυτό οδηγεί στο πρόβλημα των παρεμβολών.



Σχήμα 2.1 Διακυμάνσεις στην σύνδεση δικτύου με εύρος μετάδοσης $r(n)$.

Συνεπώς, μας ενδιαφέρει ο προσδιορισμός της κρίσιμης τιμής του $r(n)$ έτσι ώστε το δίκτυο να είναι συνδεδεμένο με μεγάλη πιθανότητα. Δείχνουμε ότι εάν το κοινό εύρος μετάδοσης $r(n)$ είναι τέτοιο ώστε να καλύπτει ένα κύκλο μιας περιοχής $\theta\left(\frac{\log n + kn}{n}\right)$ τότε η πιθανότητα να είναι συνδεδεμένο το δίκτυο τείνει στο 1, ενώ ο αριθμός των κόμβων τείνει στο άπειρο αν και μόνο αν $kn \rightarrow \infty$. Αυτό δίνει έναν ακριβή χαρακτηρισμό της εξάρτησης του εύρους μεταφοράς από το n , στην περίπτωση της ασυμπτωτικής συνδεσιμότητας σε ασύρματα δίκτυα. Το υπόλοιπο κεφάλαιο είναι οργανωμένο ως εξής. Στην Ενότητα 2.1 περιγράφουμε το μοντέλο του ασύρματου δικτύου και διατυπώνουμε τα προβλήματα σύνδεσης. Στην Ενότητα 2.2 παράγουμε μια απαραίτητη προϋπόθεση για την συνδεσιμότητα, ενώ η αναγκαιότητα του όρου αυτού δίνεται στην Ενότητα 2.3.

2.1 Διατύπωση προβλημάτων και ορισμένα σχετικά προβλήματα

Δίνονται n κόμβοι που είναι ομοιόμορφα και ανεξάρτητα κατανομημένοι μέσα σε επίπεδο δίσκο (κατά μίαν έννοια, δυσδιάστατο "κύκλο") D μοναδιαίου εμβαδού. Δύο κόμβοι i και j μπορούν άμεσα να επικοινωνούν μεταξύ τους, εάν η απόσταση μεταξύ τους δεν είναι μεγαλύτερη από $r(n)$. Με άλλα λόγια, αν X_k δηλώνει τη θέση του κόμβου k , τότε ο κόμβος i μπορεί απευθείας να επικοινωνήσει με τον κόμβο j σε ένα άλμα αν $|X_i - X_j| \leq r(n)$. Το επακόλουθο γράφημα του δικτύου

χαρακτηρίζεται από την συνάρτηση $G(n, r(n))$. Η ακτίνα $r(n)$ αναφέρεται ως το (κοινό) εύρος των κόμβων του γραφήματος $G(n, r(n))$. Στη συνέχεια, το πρόβλημα είναι να καθοριστεί η ελάχιστη τιμή του εύρους $r(n)$ που εγγυάται ότι το γράφημα $G(n, r(n))$ είναι συνδεδεμένο με πιθανότητα, ενώ το πλήθος των κόμβων n τείνει στο άπειρο.

Γι αυτό αν $\pi r^2(n) = \frac{\log n + kn}{n}$ τότε η πιθανότητα το $G(n, r(n))$ να είναι συνδεδεμένο

συγκλίνει στο '1' ενώ το $n \rightarrow \infty$ αν και μόνο αν $kn \rightarrow \infty$. Ένα συναφές πρόβλημα που έχει ληφθεί υπόψη στη βιβλιογραφία είναι η συνδεσιμότητα στα γραφήματα Bernoulli. Έστω $B(n, p(n))$ ένα γράφημα με n κόμβους, τέτοιο ώστε οι άκρες μεταξύ των κόμβων να έχουν επιλεγθεί ανεξάρτητα μεταξύ τους με πιθανότητα $p(n)$. Έχει αποδειχθεί ότι αν

$p(n) = \frac{\log n + kn}{n}$, τότε η πιθανότητα $B(n, p(n))$ να είναι συνδεδεμένη συγκλίνει στο

'1' αν και μόνο αν $kn \rightarrow \infty$. Παρόλο που η ασυμπτωτική έκφραση είναι ίδια, η συνδεσιμότητα για τη $G(n, r(n))$ είναι διαφορετική από ότι για τη $B(n, p(n))$.

Αυτό συμβαίνει επειδή, σε αντίθεση με το $B(n, p(n))$, στο $G(n, r(n))$ το γεγονός ότι υπάρχουν δεσμοί μεταξύ i και j και μεταξύ των j και k δεν είναι ανεξάρτητο από το γεγονός ότι υπάρχει σχέση μεταξύ της i και k (αλλάζοντας το X_i , το προηγούμενο γεγονός συμβαίνει δεδομένου ότι η τελευταία περίπτωση έχει συμβεί μόνο αν το j βρίσκεται στο σημείο τομής των δύο δίσκων ακτίνας $r(n)$ με επίκεντρο στο X_i και στο X_k με $|X_i - X_k| \leq r(n)$. Αυτό έχει μεγαλύτερη πιθανότητα από $(\pi^2 r(n)^2)$ που είναι το προϊόν των πιθανοτήτων του γεγονότος ότι υπάρχουν σύνδεσμοι μεταξύ i, j και k . Όπως αποδεικνύεται, μια εντελώς διαφορετική τεχνική ήταν αναγκαία για να αποδείξει την ασυμπτωτική συνδεσιμότητα στο $G(n, r(n))$.

Ένα άλλο πρόβλημα που λαμβάνεται υπ' όψιν στη βιβλιογραφία είναι το πρόβλημα κάλυψης. Δίσκοι ακτίνας a τοποθετούνται σε ένα επίπεδο δίσκο D μοναδιαίου εμβαδού με ένταση Poisson λ , δηλαδή ο αριθμός των δίσκων που έχουν τα κέντρα τους στην περιοχή A του D έχει κατανομή Poisson με μέση τιμή $|A|$. Έστω $V(\lambda, a)$ η οποία χαρακτηρίζει την περιοχή D που δεν καλύπτεται από τους δίσκους. Αυτό συμβαίνει όταν

$$\frac{1}{20} \min\{1, (1 + \pi a^2 \lambda^2) e^{-\pi a^2 \lambda}\} < P(|V(\lambda, a)| > 0) < \min\{1, 3(1 + \pi a^2 \lambda^2) e^{-\pi a^2 \lambda}\} \quad (2.1)$$

Αν $\lambda = n$ και $\pi a^2(n) = \frac{\log n + \log \log n + kn}{n}$, τότε $\lim_{n \rightarrow \infty} P(|V(n, a(n))| \geq 0) = 0$ για

$kn \rightarrow \infty$. Και $\lim_{n \rightarrow \infty} P(|V(n, a(n))| \geq 0) \geq 1/20$ για $kn \rightarrow \infty$. Επίσης, καλύπτοντας το D

από δίσκους ακτίνας $a(n) = r(n)$ δεν εγγυάται τη συνδεσιμότητα στο $G(n, r(n))$. Αλλά το $a(n) = r(n)/2$ εγγυάται συνδεσιμότητα. Το αντίστοιχο κατώτερο όριο για την $r(n)$ είναι $\pi \alpha^2(n) = 4 \frac{\log n + \log \log n + kn}{n}$ για $kn \rightarrow \infty$, το οποίο είναι πολύ πιο αδύναμο από αυτό που θα έπρεπε να πάρουμε. Επιπλέον, δεδομένου ότι η $G(n, r(n))$ μπορεί να συνδεθεί χωρίς οι D επιφάνειες να καλύπτονται εξ ολοκλήρου από n δίσκους ακτίνας $r(n)$, η προσέγγιση αυτή δεν οδηγεί σε αναγκαίες προϋποθέσεις για την $r(n)$ και για την ασυμπτωτική συνδεσιμότητα στο $G(n, r(n))$.

Ακόμα ένα σχετικό πρόβλημα είναι η συνεχής διήθηση. Οι κόμβοι διανέμονται σε ένα επίπεδο με ένταση Poisson λ , και δύο κόμβοι συνδέονται μεταξύ τους, αν η απόσταση μεταξύ τους είναι το πολύ ίση με r . Στη συνέχεια, εξετάζεται το πρόβλημα εύρεσης της κρίσιμης τιμής του r . Φυσικά, για να έχει νόημα αυτό, η διαδικασία κατανομής του κόμβου προαπαιτεί η πηγή να έχει έναν κόμβο. Εμείς θα κάνουμε χρήση ορισμένων αποτελεσμάτων από τη θεωρία διήθησης για να εξαγάγουμε τις κατάλληλες προϋποθέσεις για την $r(n)$ για να υπάρχει ασυμπτωτική συνδεσιμότητα στο $G(n, r(n))$.

2.2 Απαραίτητη προϋπόθεση για συνδεσιμότητα της $r(n)$

Σε αυτή την ενότητα μελετάμε την απαραίτητη προϋπόθεση ώστε η $r(n)$ για έναν κόμβο μέσα στο δίκτυο $G(n, r(n))$ να έχει ασυμπτωτική συνδεσιμότητα. Στη συνέχεια, για να αποφύγουμε τεχνικές που επισκιάζουν τις βασικές ιδέες, θα αμελήσουμε τα φαινόμενα άκρης που προκύπτουν από έναν κόμβο που βρίσκεται κοντά στον όριο του D .

Λήμμα 2.1. (i) Για κάθε $p \in [0, 1]$

$$(1 - p) \leq e^{-p}.$$

για κάθε $\theta \geq 1$, υπάρχει $p_0 \in [0, 1]$, τέτοιο ώστε

$$e^{-\theta p} \leq (1 - p), \text{ για όλα } 0 \leq p \leq p_0.$$

Εάν $\theta > 1$, τότε $p_0 > 0$.

Λήμμα 2.2. Αν $\pi r^2(n) = \frac{\log n + kn}{n}$ τότε για κάθε $\theta < 1$ και για μεγάλες τιμές του n ,

$$n(1 - \pi r^2(n))^{n-1} \geq \theta e^{-k}. \tag{2.2}$$

Απόδειξη: Παίρνουμε το λογάριθμο της αριστερής πλευράς LHS(left-hand side) της (2.2) και έχουμε

$$\text{Log(LHS of (2.2))} = \log n + (n-1)\log(1 - \pi r^2(n)).$$

Χρησιμοποιώντας το ανάπτυγμα δυναμικής σειράς για $\log(1 - x)$, παίρνουμε

$$\begin{aligned} \text{Log(LHS of (2.2))} &= \log n - (n-1) \sum_{i=1}^{\infty} \frac{(\pi r^2(n))^i}{i} \\ &= \log n - (n-1) \left(\sum_{i=1}^2 \frac{(\log n + k)^i}{in^i} + E(n) \right). \end{aligned} \quad (2.3)$$

όπου

$$\begin{aligned} E(n) &= \sum_{i=3}^{\infty} \frac{(\log n + k)^i}{in^i} \\ &\leq \frac{1}{3} \int_2^{\infty} \left(\frac{\log n + k}{n} \right)^x dx \\ &= \frac{1}{3 \log \left(\frac{\log n + k}{n} \right)} \left(\frac{\log n + k}{n} \right)^x \Big|_2^{\infty} \\ &\leq \frac{1}{3} \left(\frac{\log n + k}{n} \right)^2. \end{aligned} \quad (2.4)$$

για μεγάλες τιμές της n . Αντικαθιστώντας την (2.4) στην (2.3) παίρνουμε

$$\begin{aligned} \text{Log(LHS of (2.2))} &\geq \log n - (n-1) \left(\frac{\log n + k}{n} + \frac{5(\log n + k)^2}{6n^2} \right) \\ &\geq -k - \frac{(\log n + k)^2 - (\log n + k)}{n} \\ &\geq -k - \epsilon. \end{aligned}$$

Τώρα συμβολίζουμε με $P^{(t)}(n, r(n))$, $t=1, 2, \dots$, την πιθανότητα ότι ένα γράφημα έχει τουλάχιστον βαθμό ℓ για τα στοιχεία του, δηλαδή ένα σύνολο κόμβων ℓ οι οποίοι αποτελούν ένα συνδεδεμένο σύνολο, αλλά δεν συνδέονται με οποιοδήποτε άλλο κόμβο. Επίσης, συμβολίζουμε με $P_d(n, r(n))$ την πιθανότητα ότι ένα $G(n, r(n))$ ότι είναι αποσυνδεδεμένο.

Θεώρημα 2.1 Εάν $\pi r^2(n) = \frac{\log n + kn}{n}$,

τότε

$$\liminf_{n \rightarrow \infty} P_d(n, r(n)) \geq \theta e^{-k} (1 + e^{-k})$$

όπου $k = \lim_{n \rightarrow \infty} kn$.

Απόδειξη : Πρώτα εξετάζουμε την περίπτωση όπου $\pi r^2(n) = \frac{\log n + kn}{n}$ για

συγκεκριμένο k . Συμβολίζουμε με $P^{(1)}(n, r(n))$ την πιθανότητα το $G(n, r(n))$ να έχει το λιγότερο ένα όρο -1 στοιχείου. Με άλλα λόγια, η $P^{(1)}(n, r(n))$ είναι η πιθανότητα για την οποία το $G(n, r(n))$ έχει το πολύ ένα κόμβο, ο οποίος δεν περιλαμβάνει άλλο κόμβο σε αυτή την εμβέλεια. Συνεπώς,

$$\begin{aligned}
 P^{(1)}(n, r(n)) &\geq \sum_{i=1}^n P(\{i \text{ είναι ο μόνος απομονωμένος κόμβος στο } G(n, r(n))\}) \\
 &\geq \sum_{i=1}^n P(\{i \text{ είναι ένας απομονωμένος κόμβος στο } G(n, r(n))\}) \\
 &\quad - \sum_{j \neq i} P(\{i \text{ και } j \text{ είναι απομονωμένοι κόμβοι στο } G(n, r(n))\}) \\
 &\geq \sum_{i=1}^n P(\{i \text{ είναι ένας απομονωμένος κόμβος στο } G(n, r(n))\}) \\
 &\quad - \sum_{i=1}^n \sum_{j \neq i} P(\{i \text{ και } j \text{ είναι απομονωμένοι κόμβοι στο } G(n, r(n))\}). \quad (2.5)
 \end{aligned}$$

Παραμελώντας το ένα άκρο έχουμε,

$$\begin{aligned}
 P(\{i \text{ είναι ένας απομονωμένος κόμβος στο } G(n, r(n))\}) &\sim (1 - \pi r^2(n))^{n-1}. \text{ Συνεπώς,} \\
 P(\{i \text{ είναι ένας απομονωμένος κόμβος στο } G(n, r(n))\}) &\sim (4\pi r^2(n) \pi r^2(n)) \\
 \left(1 - \frac{3}{2}\pi r^2(n)\right)^{n-2} &+ (1 - 4\pi r^2(n))(1 - 2\pi r^2(n))^{n-2}. \quad (2.6)
 \end{aligned}$$

Ο πρώτος όρος στη δεξιά πλευρά (RHS(right-hand side)) της παραπάνω εξίσωσης λαμβάνει υπόψη την περίπτωση που j είναι σε απόσταση μεταξύ $r(n)$ και $2r(n)$ από την i . Αντικαθιστώντας στην (2.6) την (2.5) παίρνουμε

$$P^{(1)}(n, r(n)) \geq n(1 - \pi r^2(n))^{n-1} - n(n-1)(3\pi r^2(n)(1 - 3/2\pi r^2(n))^{n-2} + (1 - 2\pi r^2(n))^{n-2})$$

Χρησιμοποιώντας τα λήμματα 2.1 και 2.2 ορίζουμε ότι για $\pi r^2(n) = \frac{\log n + kn}{n}$

και για κάθε σταθερό $\theta < 1$ και $\epsilon > 0$,

$$\begin{aligned}
 P^{(1)}(n, r(n)) &\geq \theta e^{-k} - n(n-1)(3\pi r^2(n)e^{-3/2(n-2)\pi r^2(n)} + e^{-2(n-2)\pi r^2(n)}) \\
 &\geq \theta e^{-k} - (1+\epsilon)e^{-2k},
 \end{aligned}$$

για όλα τα $n > N(\epsilon, \theta, k)$. Αφού $P^{(1)}(n, r(n)) \leq P_d(n, r(n))$ έχουμε

$$P_d(n,r(n)) \geq \theta e^{-k} - (1+\epsilon)e^{-2k},$$

για όλα τα $n > N(\epsilon, \theta, \kappa)$. Τώρα θα εξετάσουμε την περίπτωση όπου το k είναι μια συνάρτηση k_n με $\lim_{n \rightarrow \infty} k_n = \bar{k}$. Τότε για κάθε $\epsilon > 0$, $k_n \leq \bar{k} + \epsilon$ για όλα τα $n \geq N'(\epsilon)$. Επίσης η πιθανότητα αποσυνδεσιμότητας είναι η μονότονη μείωση του k . Ως εκ τούτου,

$$P_d(n,r(n)) \geq \theta e^{-(k+\epsilon)} - (1+\epsilon)e^{-2(k+\epsilon)}.$$

Για $n \geq \max\{N(\epsilon, \theta, \kappa + \epsilon), N'(\epsilon)\}$ παίρνοντας τα όρια έχουμε τελικά ότι:

$$\liminf_{n \rightarrow \infty} P_d(n, r(n)) \geq \theta e^{-(k+\epsilon)} - (1+\epsilon)e^{-2(k+\epsilon)}$$

Πόρισμα 2.1 Η ασυμπτωτική πιθανότητα ότι το γράφημα $G(n,r(n))$ είναι αποσυνδεδεμένο είναι αυστηρά θετική αν $\pi r^2(n) = \frac{\log n + kn}{n}$ και $\lim \sup k_n < +\infty$.

2.3 Ικανή προϋπόθεση για την συνδεσιμότητα της $r(n)$

Προκειμένου να προσδιοριστεί το κάτω φράγμα στην $r(n)$ για ασυμπτωτική συνδεσιμότητα στο $G(n, r(n))$, κάνουμε χρήση ορισμένων αποτελεσμάτων από τη θεωρία *συνεχούς διήθησης*. Στη θεωρία διήθησης, οι κόμβοι διανέμονται σε \mathbb{R}^2 με ένταση λ κατά Poisson. Δύο κόμβοι συνδέονται μεταξύ τους, εάν η απόσταση μεταξύ τους είναι το πολύ r . Υποθέτουμε ότι $G^{Poisson}(\lambda, r)$ να χαρακτηρίζει το γράφημα που προκύπτει. Επίσης, υποθέτουμε ότι $q(\lambda, r)$ να είναι η πιθανότητα ότι ο κόμβος εξαρχής είναι μέρος μιας συνιστώσας -1 . Φυσικά για να έχει νόημα αυτό, η διαδικασία κατανομής του κόμβου εξαρτάται από την προέλευση του. Τότε $(1 - \sum_{l=1}^{\infty} q_l(\lambda, r)) =: q_{\infty}(\lambda, r)$ δίνει την πιθανότητα ότι η προέλευση συνδέεται με ένα στοιχείο με πεπερασμένη τάξη. Μπορεί ναδειχθεί με πιθανότητα 1 ότι η $G^{Poisson}(\lambda, r)$ έχει το πολύ ένα στοιχείο σε πεπερασμένη τάξη για κάθε $\lambda \geq 0$. Επιπλέον, η παρακάτω εξίσωση μας δίνει:

$$\lim_{\lambda \rightarrow \infty} \frac{1}{q_1(\lambda, r)} \sum_{l=1}^{\infty} q_l(\lambda, r) = 1 \tag{2.7}$$

Ως εκ τούτου, καθώς το $\lambda \rightarrow \infty$, σίγουρα η αρχική θέση $G^{Poisson}(\lambda, r)$ βρίσκεται είτε μέσα σε ένα σύνολο πεπερασμένης τάξης ή εντός μόνο ενός στοιχείου (δηλαδή είναι απομονωμένο). Σημειώστε ότι τα παραπάνω αποτελέσματα δείχνουν όταν το r

είναι σταθερό ανεξάρτητα από το λ . Ας εξετάσουμε τώρα την περίπτωση που το r διαφέρει από το λ , που δηλώνεται με το αντίστοιχο γράφημα $G^{Poisson}(\lambda, r(\lambda))$. Με αποκλιμάκωση μπορούμε να τοποθετήσουμε την $G^{Poisson}(\lambda, r(\lambda))$ στην $G^{Poisson}(\tilde{\lambda} = \lambda r^2(\lambda)/r_0^2, r_0)$ για κάθε $r_0 > 0$: το γράφημα που προκύπτει και στα δύο προβλήματα έχουν ακριβώς την ίδια δομή. Έτσι η (2.7) θα ισχύει και για την $G^{Poisson}(\lambda, r(\lambda))$, αν το $r(\lambda)$ είναι τέτοιο ώστε $\tilde{\lambda} = \lambda r^2(\lambda)/r_0^2 \rightarrow \infty$ όσο το $\lambda \rightarrow \infty$, δηλαδή πρέπει να ισχύει:

$$\lim_{\lambda r^2(\lambda) \rightarrow +\infty} \frac{1}{q_1(\lambda, r(\lambda))} \sum_{l=1}^{\infty} q_l(\lambda, r(\lambda)) = 1 \quad (2.8)$$

Τώρα το αρχικό μας πρόβλημα σχετικά με τον σταθερό αριθμό κόμβων n στην μονάδα δίσκου με μοναδιαία επιφάνεια δίσκου d μπορεί να προσεγγιστεί από τον περιορισμό της διαδικασίας Poisson σε \mathcal{R}^2 , με $\lambda=n$, του D . Έστω το γράφημα που παράγεται $G^{Poisson}(n, r(n))$ στο D να ορίζεται από $G_D^{Poisson}(n, r(n))$. Με την παραπάνω παρατήρηση η πιθανότητα ότι $G_D^{Poisson}(n, r(n))$ είναι αποσυνδεδεμένη, και συμβολίζεται με $G_d^{Poisson}(n, r(n))$ και είναι ασυμπτωτικά ίδια με την πιθανότητα να έχει τουλάχιστον ένα απομονωμένο κόμβο, που ορίζεται από την $P^{Poisson:(1)}(n, r(n))$. Παρά το γεγονός ότι η $G_D^{Poisson}(n, r(n))$ έχει μια (τυχαία διαδικασία) Poisson(n) για αριθμό κόμβων στο D , η διαφορά μεταξύ του $G_D^{Poisson}(n, r(n))$ και του $G(n, r(n))$ είναι αμελητέα για τα μεγάλες τιμές του n . Αναλυτικότερα, έχουμε το παρακάτω αποτέλεσμα:

Λήμμα 2.3. Αν $\pi r^2(n) = \frac{\log n + kn}{n}$, τότε

$$\limsup_{n \rightarrow \infty} P^{Poisson:(1)}(n, r(n)) \leq e^{-k}$$

όπου $k = \lim_{n \rightarrow \infty} k_n$.

Απόδειξη: Δεδομένου ότι $e^{-n} \frac{n^j}{j!}$ είναι η πιθανότητα η οποία $G_D^{Poisson}(n, r(n))$ έχει j

κόμβους και καθορίζει το γράφημα με 0 κόμβους συνδεδεμένους, έχουμε

$$P^{Poisson:(1)}(n, r(n)) = \sum_{j=1}^{\infty} P^{(1)}(j, r(n)) e^{-n} \frac{n^j}{j!} \quad (2.9)$$

Θέτουμε $E_1(j, r(n))$ να δηλώνει τον αναμενόμενο αριθμό στοιχείων τάξης -1 στην $G(j, r(n))$. Τότε

$$\begin{aligned}
 P^{(1)}(j,r(n)) &\leq E_1(j,r(n)) \\
 &= E \left[\sum_{i=1}^j I(i \text{ είναι ένας απομονωμένος κόμβος στο } G(n,r(n))) \right] \\
 &= jP(\{j \text{ είναι ένας απομονωμένος κόμβος στο } G(n,r(n))\}) \\
 &\quad \sim j(1-\pi r^2(n))^{j-1}
 \end{aligned}$$

Χρησιμοποιώντας την (2.6) και αντικαθιστώντας την (2.10) στην (2.9), παίρνουμε

$$\begin{aligned}
 P^{\text{Poisson};(1)}(n,r(n)) &\leq \sum_{j=1}^{\infty} j(1-\pi r^2(n))^{j-1} e^{-\frac{n}{j}} \\
 &= n \sum_{j=0}^{\infty} (1-\pi r^2(n))^j e^{-\frac{n}{j}} \\
 &= ne^{-n\pi r^2(n)}.
 \end{aligned}$$

Λήμμα 2.4. Για όλα τα $\epsilon > 0$ και ικανό μεγάλο n ,

$$\sum_{j=1}^n e^{-n} \frac{n^j}{j!} \geq \left(\frac{1}{2} - \epsilon\right).$$

Τώρα είμαστε έτοιμοι να δώσουμε μια επαρκή προϋπόθεση για την $r(n)$ για την ασυμπτωτική συνδεσιμότητα σε $G(n,r(n))$.

Θεώρημα 2.2. Εάν $\pi r^2(n) = \frac{\log n + kn}{n}$ και $\lim_{n \rightarrow \infty} k_n = k$, τότε

$$\limsup_{n \rightarrow \infty} P_d(n,r(n)) \leq 4e^{-k}.$$

Απόδειξη: Αφού $\pi r^2(n) \rightarrow \infty$, από την (2.8) παίρνουμε, για κάθε $\epsilon > 0$ και για όλα τα ικανά μεγάλα n ,

$$P_d^{\text{Poisson}}(n,r(n)) \leq (1+\epsilon) P^{\text{Poisson};(1)}(n,r(n)). \quad (2.12)$$

Σημειώνουμε ότι

$$P_d^{\text{Poisson}}(n,r(n)) = \sum_{j=1}^{\infty} P^{(1)}(j,r(n)) e^{-n} \frac{n^j}{j!} \quad (2.13)$$

Για σταθερή εμβέλεια $r=r(n)$, έχουμε

$$P_d(l,r) \leq P(\{\text{o κόμβος } l \text{ είναι απομονωμένος σε } G(k,r)\}) + P_d(l-1,r).$$

Η οποία αναδρομικά δείχνει ότι για $0 < j < n$,

$$\begin{aligned}
 P_d(n,r(n)) &\leq \sum_{l=j+1}^n P(\{l \text{ είναι ένας απομονωμένος κόμβος στο } G(n,r(n))\}) + P_d(j,r(n)) \\
 &\leq \sum_{l=j+1}^n (1-\pi r^2(n))^{l-1} + P_d(j,r(n))
 \end{aligned}$$

$$\leq \frac{(1 - \pi r^2(n))^j}{\pi r^2(n)} + P_d(j, r(n)) \quad (2.14)$$

Αντικαθιστώντας (2.14) στην (2.13) παίρνουμε

$$\begin{aligned} P_d^{Poisson}(n, r, (n)) &\geq P_d(n, r, (n)) \sum_{j=1}^n e^{-n} \frac{n^j}{j} - \sum_{j=1}^{n-1} \frac{(1 - \pi r^2(n))^{j-1}}{\pi r^2(n)} e^{-n} \frac{n^j}{j} \\ &\geq P_d(n, r, (n)) \left(\frac{1}{2} - e \right) - \frac{e^{-n\pi r^2(n)}}{\pi r^2(n)} \end{aligned} \quad (2.15)$$

Χρησιμοποιήσαμε το Λήμμα 2.4 και τώρα χρησιμοποιώντας (2.12) έχουμε

$$P_d(n, r(n)) \leq 2(1 + 4e) \left[P^{Poisson(1)}(n, r(n)) + \frac{e^{-n\pi r^2(n)}}{\pi r^2(n)} \right]$$

Για δεδομένο $\pi r^2(n) = \frac{\log n + kn}{n}$ από το λήμμα 2.3 για κάθε σταθερό $\epsilon > 0$ η

παρακάτω εξίσωση ισχύει για κάθε μεγάλο n

$$P_d(n, r(n)) \leq 2(1 + 4e) \left[e^{-k_n} + \frac{e^{-k_n}}{\log n + k_n} \right]$$

Έτσι αφού $\epsilon > 0$ είναι τυχαία επιλεγμένο,

$$\limsup_{n \rightarrow \infty} P_d(n, r(n)) \leq 2e^{-k}.$$

Τα παρακάτω είναι προφανή συμπεράσματα που απορρέουν από το Θεώρημα 2.2.

Πόρισμα 2.2. Το γράφημα $G(n, r(n))$ είναι ασυμπτωτικά συνδεδεμένο με την πιθανότητα προσέγγισης όπου $\pi r^2(n) = \frac{\log n + kn}{n}$ αν $k_n \rightarrow +\infty$.

Συνδυάζοντας τα πορίσματα 2.1 και 2.2 παίρνουμε το κύριο συμπέρασμα του κεφαλαίου, το οποίο είναι:

Θεώρημα 2.3. Το γράφημα $G(n, r(n))$ με $\pi r^2(n) = \frac{\log n + kn}{n}$ είναι συνδεδεμένο με

την πιθανότητα προσέγγισης όταν $n \rightarrow \infty$ αν και μόνο αν $k_n \rightarrow +\infty$.

Στο επόμενο κεφάλαιο θα μας απασχολήσει ο ακριβής χαρακτηρισμός του κρίσιμου διαστήματος της ασυμπτωτικής συνδεσιμότητας για την απόκτηση ενός άνω ορίου στην χωρητικότητα μεταφοράς κίνησης στα ασύρματα δίκτυα όταν οι κόμβοι είναι τυχαία τοποθετημένοι.

Τώρα υποθέτουμε ότι το \bar{L} υποδηλώνει το μέσο μήκος μιας γραμμής που συνδέει δύο ανεξάρτητα και ομοιόμορφα σημεία στο τομέα (S^2 ή D). Στη συνέχεια το μέσο μήκος της διαδρομής των πακέτων είναι περίπου $\bar{L} - o(1)$ με μεγάλη πιθανότητα για μεγάλα n . Έτσι ο μέσος αριθμός των αλμάτων που λαμβάνεται από ένα πακέτο είναι το πολύ $\frac{\bar{L} - o(1)}{r(n)}$. Δεδομένου ότι κάθε πηγή παράγει $\lambda(n)$ bits/s, υπάρχουν n πηγές και

κάθε bit πρέπει να μεταδίδεται κατά μέσο όρο το πολύ μέσα από $\frac{\bar{L} - o(1)}{r(n)}$ κόμβους, τότε έχουμε ότι ο συνολικός αριθμός των bits/s που εξυπηρετείται από το σύνολο του δικτύου πρέπει τουλάχιστον να είναι $\frac{(\bar{L} - o(1))n\lambda(n)}{r(n)}$.

Για να εξασφαλιστεί όλη η απαιτούμενη κίνηση, πρέπει να χρειαζόμαστε

$$\frac{(\bar{L} - o(1))n\lambda(n)}{r(n)} \leq \frac{4W}{c'\pi\Delta^2 r^2(n)}.$$

Συνεπώς,

$$\lambda(n) \leq \frac{4W}{c'\pi\Delta^2 (\bar{L} - o(1))nr(n)}.$$

Από τα συνακόλουθα 2.1 και 3.1 γνωρίζουμε ότι, τόσο για το S^2 όσο και για D , η σχέση $r(n) > \sqrt{\frac{\log n}{\pi}}$ είναι απαραίτητη για να εγγυηθεί στην ασυμπτωτική συνδεσιμότητα στο δίκτυο. Ως εκ τούτου έχουμε τα εξής για το πάνω όριο.

Θεώρημα 2.4 Για τα τυχαία δίκτυα στο S^2 ή στο D για το επίπεδο πρωτοκόλλου, υπάρχει μια ντετερμινιστική σταθερά $c'' < +\infty$, όχι εξαρτώμενη από n , Δ ή W , τέτοια ώστε

$$\lim_{n \rightarrow \infty} \Pr ob \left(\lambda(n) = \frac{c''W}{\Delta^2 \sqrt{n \log n}} \right) = 0$$

να είναι εφικτή.

Για το φυσικό επίπεδο, το άνω όριο είναι το εξής:

Θεώρημα 2.5 Για τα τυχαία δίκτυα στο S^2 ή στο D του φυσικού επιπέδου, υπάρχει μια σταθερά c'' , όχι εξαρτώμενη από N , α , β ή W , τέτοια ώστε

$$\lim_{n \rightarrow \infty} \Pr \left\{ \text{ob} \left(\lambda(n) = \frac{c^n W}{(\beta^{\frac{1}{\alpha}} - 1) \sqrt{n}} \right) \right\} = 0$$

να είναι εφικτή.

Απόδειξη: Υποθέτουμε ότι το $\{(X_k, X_{R(k)}): k \in T\}$ είναι το σύνολο όλων των ενεργών ζευγαριών πομπού-δέκτη σε συγκεκριμένη στιγμή για από κάποιο κανάλι στο φυσικό επίπεδο. Εάν $X_i, i \in T$, μεταδοθεί επιτυχώς στο $X_{R(i)}$, τότε για κάθε $k \in T \setminus I$, η (3.14) μας δίνει

$$\frac{\frac{P}{|X_i - X_{R(i)}|^a}}{P} \geq \beta$$

$$\frac{P}{|X_k - X_{R(i)}|^a}$$

Και άρα έχουμε

$$|X_k - X_{R(i)}| \geq (1 + \Delta) |X_i - X_{R(i)}|$$

όπου $\Delta := \left(\beta^{\frac{1}{\alpha}} - 1 \right)$. Ως εκ τούτου κάθε σύνολο των ταυτόχρονων μεταδόσεων είναι εφικτή για τυχαία δίκτυα στο πλαίσιο του φυσικού επιπέδου και είναι επίσης εφικτή στο επίπεδο πρωτοκόλλου για τα αυθαίρετα δομημένα δίκτυα (όπως αυτά ορίζονται πιο πάνω).

Έχουμε ήδη δει ότι $\sqrt{\frac{8}{\pi}} \frac{W}{\Delta} \sqrt{n}$ bit-meters/s είναι ένα άνω όριο στην συνολική χωρητικότητα μεταφοράς για ένα αυθαίρετα δομημένο δίκτυο στο πλαίσιο του επιπέδου πρωτοκόλλου δεδομένου ότι υπάρχουν n κόμβοι, ο καθένας με ξεχωριστό προορισμό, της τάξης του 1μ. πέραν του μέσου όρου.

ΚΕΦΑΛΑΙΟ 3^ο

ΧΩΡΗΤΙΚΟΤΗΤΑ ΜΕΤΑΦΟΡΑΣ ΚΙΝΗΣΗΣ AD HOC ΔΙΚΤΥΩΝ

Σε αυτό το κεφάλαιο αναλύουμε τη χωρητικότητα των ασύρματων δικτύων. Όπως και στο κεφάλαιο 2, μοντελοποιούμε ένα ασύρματο δίκτυο με n κόμβους που βρίσκονται σε ένα δίσκο 1m^2 (αφού προσαρμόσουμε σε κλίμακα το πραγματικό εμβαδόν του δικτύου). Κάθε κόμβος στο δίκτυο μπορεί να μεταδώσει W bits/s πάνω από ένα κοινό ασύρματο κανάλι. Αναλύουμε την απόδοση που λαμβάνεται από κάθε κόμβο σύμφωνα με δύο μοντέλα για την επιτυχημένη λήψη μιας μετάδοσης. Κατά αρχάς, θεωρούμε το *Πρωτόκολλο Μοντέλο*, στο οποίο ένας κόμβος μπορεί να λάβει με επιτυχία μια μετάδοση, από άλλο κόμβο απόστασης ίση με r , μόνο αν δεν υπάρχει άλλος κόμβος που να εκπέμπει σε απόσταση $(1+\Delta)r$. Κατά δεύτερον, θεωρούμε το *Φυσικό Μοντέλο*, στο οποίο μια μετάδοση είναι επιτυχημένη, αν λάβει το SIR πάνω από ένα προκαθορισμένο όριο $\beta > 0$, όπου η ισχύς του σήματος θεωρούμε να μειώνεται κατά $r^{-\alpha}$ με r την απόσταση, για $\alpha > 2$.

Έχουμε αποδείξει ότι, αν οι κόμβοι βρίσκονται τυχαία τοποθετημένοι μέσα στο δίσκο, και κάθε κόμβος χρησιμοποιεί ένα προκαθορισμένο εύρος / τιμή ισχύος καθώς επίσης και κάθε κόμβος στέλνει τα δεδομένα σε ένα τυχαία επιλεγμένο προορισμό, τότε κάθε κόμβος μπορεί να έχει απόδοση $\Theta\left(\frac{W}{\sqrt{n \log n}}\right)$ bits/s στο *Μοντέλο*

Πρωτοκόλλου, ενώ $\left(\frac{c_1 W}{\sqrt{n \log n}}\right)$ και $\left(\frac{c_2 W}{\sqrt{n}}\right)$ bits/s είναι αντίστοιχα, το κάτω και το άνω

φράγμα στο φυσικό μοντέλο όπου τα c_1 και c_2 που εξαρτώνται μόνο από το α και το β .

Ακόμα και όταν τοποθεσία κάθε κόμβου και η μεταφορά σε απόσταση / ισχύ έχουν επιλεγεί ιδανικά και η κίνηση είναι η καλύτερη δυνατή, το γινόμενο bit επί την απόσταση που μπορεί να μεταφερθεί μέσα στο δίκτυο, που αναφέρεται ως η χωρητικότητα μεταφοράς του δικτύου, είναι $\Theta(W\sqrt{n})$ bit-μέτρα / s στο *μοντέλο* *Πρωτοκόλλου*, και $c_3 (W\sqrt{n})$ και $c_4 (W\sqrt{n})$ bit-μέτρα / s είναι αντίστοιχα τα κάτω και

άνω όρια για την το Φυσικό Μοντέλο για c_3 και c_4 που εξαρτώνται μόνο από το α και το β . Έτσι, ακόμη και κάτω από ιδανικές συνθήκες, το throughput είναι μόνο $\Theta\left(\frac{W}{\sqrt{n}}\right)$ bits/s για κάθε κόμβο για έναν μακρινό προορισμό κάτω από το Μοντέλο Πρωτοκόλλου.

Η διαίσθηση πίσω από την μείωση της χωρητικότητας απόδοσης με τον αριθμό των κόμβων είναι η εξής. Θεωρούμε ένα τυχαίο σενάριο, δηλαδή ότι n κόμβοι κατανέμονται τυχαία μέσα σε ένα δίσκο μοναδιαίας επιφάνειας, όπου ο καθένας είναι ικανός για μετάδοση σε W bits/s και δύναται να χρησιμοποιεί κοινή μετάδοση μέσα σε εύρος $r(n)$. Κάθε κόμβος έχει ένα τυχαία επιλεγμένο προορισμό στον οποίο επιθυμεί να αποστείλει $\lambda(n)$ bits/s. Ας υποθέσουμε ότι το L δηλώνει τη μέση απόσταση μεταξύ ενός κόμβου και του τυχαία επιλεγμένου προορισμού του. Τότε ο μέσος αριθμός των hops που λαμβάνονται από τα πακέτα είναι $\left(\frac{L}{r(n)}\right)$. Συνεπώς, κάθε κόμβος παράγει τουλάχιστον $\lambda(n) \left(\frac{L}{r(n)}\right)$ bits/s για όλους τους άλλους κόμβους. Δεδομένου ότι υπάρχουν n κόμβοι, η συνολική κίνηση στο δίκτυο είναι τουλάχιστον $n\lambda(n) \left(\frac{L}{r(n)}\right)$ bits / s. Αυτή πρέπει να εξυπηρετείται από n κόμβους όπου ο κάθε ένας είναι ικανός να εκπέμπει σε W bits / s. Ως εκ τούτου, ένα άνω όριο για την κοινή απόδοση του κάθε κόμβου είναι $\lambda(n) \geq \left(\frac{Wr(n)}{L}\right)$. Αυτό δείχνει ότι για την αύξηση της απόδοσης, μειώνοντας τον αριθμό των hops που περνάει το κάθε πακέτο, και ως εκ τούτου το ιδιαίτερο βάρος για άλλους κόμβους που εξυπηρετούν ως κέντρα αναμετάδοσης, θα πρέπει να αυξηθεί το $r(n)$.

Η παραπάνω σχέση, ωστόσο, δε δεσμεύεται με την $\lambda(n)$ ως συνάρτηση της $r(n)$. Αυτό συμβαίνει επειδή δεν λαμβάνει υπόψη τη μείωση της χωρητικότητας λόγω των ταυτόχρονων χωρικών περιορισμών, αφού οι κόμβοι κοντά σε ένα δέκτη απαιτείται να είναι σε αδράνεια για την αποφυγή συγκρούσεων που προκαλούν την απώλεια των πακέτων. Στην πραγματικότητα, η απώλεια από την αύξηση της $r(n)$ είναι τετραγωνικά εκθετική, λόγω της περιοχής της έριδος που εμπλέκεται. Ως εκ τούτου, υπάρχει μια ανταπόδοση μεταξύ της αύξησης $r(n)$ για την απαιτούμενη μείωση του multihop και τη μείωση του μεγέθους $r(n)$ για την αύξηση της ταυτόχρονης μετάδοσης. Αποδεικνύεται

ότι πρέπει να μειώσουμε την τιμή του $r(n)$ σε όσο το δυνατόν γίνεται μικρότερη τιμή. Υπάρχει, ωστόσο, ένα όριο στο πόσο μικρή μπορεί να γίνει η $r(n)$. Έχουμε ήδη δει στο προηγούμενο κεφάλαιο ότι εάν το κοινό εύρος μετάδοσης $r(n) < \sqrt{\frac{\log n}{\pi n}}$, τότε το ασύρματο δίκτυο χάνει τη σύνδεση.

Πριν συζητήσουμε τα παραπάνω αποτελέσματα με λεπτομέρειες, ας εξετάσουμε μερικές από τις επιπτώσεις του στο σχεδιασμό ασύρματων δικτύων.

Το throughput που επιτυγχάνεται από κάθε χρήστη μειώνεται στο μηδέν, καθώς ο αριθμός των κόμβων στο δίκτυο αυξάνεται. Αυτό μπορεί να μην είναι αποδεκτό για τους χρήστες όταν το n είναι μεγάλο, και έτσι είναι σύμφоро να σχεδιάζουμε ένα δίκτυο με λιγότερους κόμβους. Ένα σενάριο, όπου μεγάλα ασύρματα δίκτυα είναι εφικτά, είναι οι κόμβοι να πρέπει να επικοινωνούν κυρίως με κοντινούς κόμβους. Τότε η απόσταση μεταξύ των πηγών και των προορισμών είναι μόνο $O\left(\frac{1}{\sqrt{n}}\right)$ μέτρα. Έτσι, όλοι οι κόμβοι μπορούν να μεταδίδουν δεδομένα στους κοντινούς γείτονες σε ρυθμό που δεν μειώνεται με το n . Ένα τέτοιο σενάριο το συναντάμε στο σύστημα Bluetooth, στο Home RF, και στα αυτοματοποιημένα συστήματα αυτοκινητόδρομων.

Μία άλλη επίπτωση είναι στην κατανάλωση ενέργειας από κάθε κόμβο για τη μετάδοση. Για παράδειγμα, σε τυχαία δομημένα δίκτυα, το κλάσμα του χρόνου που ένας κόμβος μεταδίδει, είναι ίσο με $\Theta\left(\frac{1}{\log n}\right)$. Επιπλέον, το εύρος

κάθε μετάδοσης είναι μόνο $\Theta\sqrt{\frac{\log n}{n}}$. Τα όρια για το Φυσικό Μοντέλο δείχνουν ότι με ταχύτερο ρυθμό μείωσης της ισχύς του σήματος με την απόσταση, δηλαδή ένα μεγαλύτερο 'α' σε meters, μπορεί να επιτρέψει μεγαλύτερη μεταφορά και απόδοση χωρητικότητας.

Μία ακόμα επίπτωση προκύπτει από την απόδειξη της χωρητικότητας για τυχαία δίκτυα η οποία δείχνει ότι οι κόμβοι μπορούν να ομαδοποιηθούν σε κυψέλες, όπου σε κάθε κυψέλη ένας συγκεκριμένος κόμβος μπορεί να μεταφέρει όλα τα multihop πακέτα. Αυτό μειώνει τις ανάγκες σε ισχύ για τους υπόλοιπους κόμβους.

Θα πρέπει να σημειωθεί ότι αν διαιρέσουμε το διαθέσιμο εύρος ζώνης μετάδοσης W bits/s σε ανεξάρτητα κανάλια δεν αλλάζει κανένα από τα γνωστά

αποτελέσματα. Επιπλέον, τα αποτελέσματα εξακολουθούν να ισχύουν και όταν οι κόμβοι χρησιμοποιούν κατευθυντικές κεραιές ή κάνουν beamforming (διαμόρφωση δέσμης μετάδοσης) για κάθε μετάδοση με μη-μηδενική γωνία εξάπλωσης δέσμης. Επίσης, τα αποτελέσματα του throughput παραμένουν ίδια όταν το εμβαδόν της περιοχής του τομέα του δικτύου είναι ίσο με $A m^2$ και όχι κανονικοποιημένο στο $1m^2$, ενώ τα αποτελέσματα για τη ικανότητα μεταφοράς εξαρτώνται από \sqrt{A} .

3.1 Ασύρματα δίκτυα τυχαία δομημένα στο χώρο

Στα τυχαία δίκτυα, n κόμβοι μπορεί να είναι αυθαίρετα τοποθετημένοι σε έναν επίπεδο δίσκο D με εμβαδόν επιφάνειας $1m^2$. Κάθε κόμβος μπορεί να στείλει δεδομένα με αυθαίρετο ρυθμό σε έναν αυθαίρετο επιλεγμένο προορισμό. Κάθε κόμβος μπορεί να μεταδώσει σε οποιοδήποτε υποσύνολο M ανεξάρτητων καναλιών με χωρητικότητα καθένα ίση με W_m bits / s, $1 \leq m \leq M$ όπου $\sum_{m=1}^M (W_m) = W$. Κάθε κόμβος μπορεί να χρησιμοποιήσει μία τυχαία εμβέλεια εκπομπής ή ισχύς για κάθε μετάδοση. Ας υποθέσουμε ότι η τυχαία μεταβλητή X_i , $1 \leq i \leq n$, χαρακτηρίζει την τοποθεσία του κόμβου i (στο εξής, θα χρησιμοποιούμε επίσης X_i για να υποδηλώσουμε τον κόμβο i). Ας υποθέσουμε ότι $\{(X_k; X_{R(k)}) : k \in T\}$ είναι το σύνολο όλων των ενεργών ζευγαριών πομπού-δέκτη σε κάποια στιγμή σε ένα συγκεκριμένο κανάλι. Στη συνέχεια, εξετάζουμε τα ακόλουθα δύο μοντέλα για την επιτυχή μετάδοση μέσα σε ένα hop.

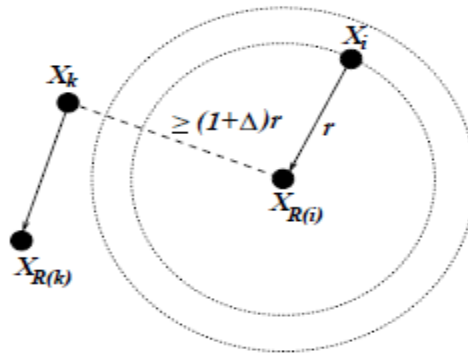
Το Μοντέλο Πρωτοκόλλου

Η μετάδοση από τον κόμβο X_i , $i \in T$ λαμβάνεται από τον δέκτη $X_{R(i)}$.

Αν

$$|X_k - X_{R(i)}| \geq (1-\Delta)|X_i - X_{R(i)}|, \quad (3.1)$$

Τότε για κάθε $k \in T \setminus i$ έχουμε (βλέπε το Σχήμα 3.1),



Σχήμα 3.1 Το Μοντέλο Πρωτοκόλλου

Η ποσότητα $\Delta > 0$ των καταστάσεων των μοντέλων όπου μια ζώνη προστασίας καθορίζεται από το πρωτόκολλο για να εμποδίσει ένα γειτονικό κόμβο από το να μεταδώσει στο ίδιο κανάλι ταυτόχρονα. Το δεύτερο μοντέλο το οποίο σχετίζεται περισσότερο με τις εκτιμήσεις στο φυσικό στρώμα είναι το παρακάτω:

Το Φυσικό Μοντέλο

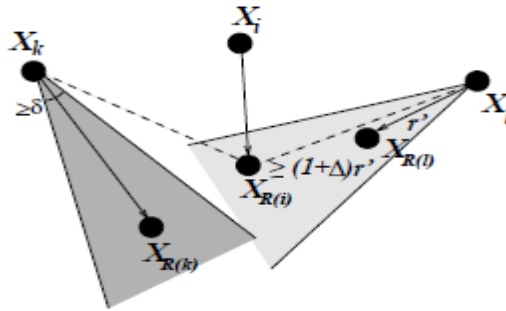
Ας υποθέσουμε ότι $P_k, k \in T$, είναι η ισχύς με την οποία ο κόμβος X_k μεταδίδει. Τότε η μετάδοση από τον κόμβο $X_i, i \in T$ λαμβάνεται επιτυχώς από τον δέκτη $X_{R(i)}$, αν

$$\frac{P}{|X_i - X_{R(i)}|^a} \geq \beta + \sum_{k \in T, k \neq i} \frac{P}{|X_k - X_{R(i)}|^a} \quad (3.2)$$

Αυτό μοντελοποιεί μια κατάσταση όπου μια ελάχιστη τιμή της SIR β είναι απαραίτητη για επιτυχείς λήψεις, το επίπεδο ισχύος θορύβου είναι N , και η ισχύς του σήματος διαχέεται με την απόσταση r ως r^{-a} . Εμείς θα υποθέσουμε ότι $a > 2$. Ο λόγος είναι απλός. Εάν $a < 2$, και οι κόμβοι είναι ομοιόμορφα τοποθετημένοι στο χώρο, τότε το επίπεδο παρεμβολής είναι απεριόριστο, ενώ ταυτόχρονα ο αριθμός των κόμβων στο δίκτυο αυξάνεται.

Τα αποτελέσματα που λαμβάνονται σε αυτό το κεφάλαιο ισχύουν και για τις δύο παραλλαγές του Μοντέλου Πρωτόκολλου.

1. Ο κόμβος $X_{R(i)}$, X_i , $i \in T$, μπορεί να δεχθεί με επιτυχία ό,τι του έστειλε ο κόμβος X_i εφόσον δεν έχει ισχύ $(1+\Delta)$ φορές μεγαλύτερη την ισχύ του κάθε πομπού.



Σχήμα 3.2 Παραλλαγή του Μοντέλου Πρωτοκόλλου που επιτρέπει κατευθυντική μετάδοση μη-μηδενικής γωνίας εξάπλωσης δέσμης.

Για $k \in T \setminus i$, ισχύει η

$$|X_k - X_{R(i)}| \geq (1 + \Delta) |X_k - X_{R(k)}|. \quad (3.3)$$

Αυτό το μοντέλο μοντελοποιεί μία κατάσταση όπου ο κάθε πομπός καθορίζει την ένταση της ισχύος του μεταδιδόμενου σήματος σε τέτοιο επίπεδο έτσι ώστε ο δέκτης να λάβει την προκαθορισμένη τιμή.

2. Κάθε κόμβος μπορεί να κάνει ξεχωριστό beamforming για κάθε μετάδοση. Λόγω της διασποράς, η γωνία διάδοσης δέσμης οριοθετείται στο κάτω άκρο από το δ (βλέπε Σχήμα 3.2). Η μετάδοση από τον κόμβο X_i , $i \in T$, λαμβάνεται με επιτυχία από $X_{R(i)}$, αν για κάθε $k \in T \setminus i$, είτε όταν το $X_{R(i)}$ βρίσκεται έξω από την ακτίνα μετάδοσης του X_k ή όταν η (3.3) παραμένει σταθερή.

Το Μοντέλο Πρωτοκόλλου καθώς και οι παραλλαγές του ικανοποιούν μία ξεχωριστή ιδιότητα.

Λήμμα 3.1 Σε όλες τις τρεις εκδόσεις του Μοντέλου του Πρωτοκόλλου, υπάρχει ένα $\Delta > 0$, που εξαρτάται μόνο από το Δ και ενδεχομένως από το δ , έτσι ώστε οι δίσκοι ακτίνας μήκους $\frac{\Delta'}{2}$ φορές το μήκος των hops να είναι επικεντρωμένοι σε δέκτες πάνω από το ίδιο κανάλι την ίδια στιγμή που να είναι ουσιαστικά ξεχωριστά ο ένας από τον άλλον.

Απόδειξη : Αν δούμε το αρχικό Μοντέλο Πρωτοκόλλου (Σχήμα 3.1) και την τριγωνική ανισότητα το παρακάτω ισχύει για κάθε $i, k \in T$.

$$\begin{aligned} |X_{R(i)} - X_{R(k)}| &\geq |X_{R(i)} - X_k| - |X_{R(k)} - X_k| \\ &\geq (1 + \Delta) |X_i - X_{R(i)}| - |X_{R(k)} - X_k| \end{aligned}$$

Παρόμοια,

$$|X_{R(k)} - X_{R(i)}| \geq (1 + \Delta) |X_k - X_{R(k)}| - |X_{R(i)} - X_i|$$

Με την προσθήκη των δύο ανισοτήτων παίρνουμε

$$|X_{R(k)} - X_{R(i)}| \geq \frac{\Delta}{2} (|X_k - X_{R(k)}| + |X_i - X_{R(i)}|)$$

Οπότε οι δίσκοι ακτίνας μήκους $\frac{\Delta'}{2}$ φορές το μήκος των hops επικεντρωμένοι σε δέκτες πάνω από το ίδιο κανάλι την ίδια στιγμή να είναι ουσιαστικά χωριστά. Εν συνεχεία πρέπει να δούμε την πρώτη παραλλαγή του Μοντέλου. Και πάλι από την τριγωνική ανισότητα, το παρακάτω αποτέλεσμα ισχύει για κάθε $i, k \in T$.

$$\begin{aligned} |X_{R(i)} - X_{R(k)}| &\geq |X_{R(i)} - X_k| - |X_{R(k)} - X_k| \\ &\geq (1 + \Delta) |X_k - X_{R(k)}| - |X_{R(k)} - X_k| \\ &= \Delta |X_k - X_{R(k)}| \end{aligned}$$

Παρόμοια,

$$|X_{R(k)} - X_{R(i)}| \geq \Delta |X_i - X_{R(i)}|$$

Ως εκ τούτου, και εδώ, δίσκοι ακτίνας $\frac{\Delta}{2}$ φορές το μήκος του hop επικεντρώνονται επάνω στους ταυτόχρονους δέκτες που είναι ουσιαστικά ξένοι μεταξύ τους.

Τέλος, θεωρούμε τη δεύτερη παραλλαγή του μοντέλου που επιτρέπει τις κατευθυντικές μεταδόσεις. Για κάθε $k \in T \setminus i$, είτε (3.3) μένει σταθερή, και σε αυτήν την περίπτωση η τριγωνική ανισότητα δίνει

$$|X_{R(i)} - X_{R(k)}| \geq \Delta |X_k - X_{R(k)}|$$

ή η $X_{R(i)}$ βρίσκεται έξω από την δέσμη διάδοσης της X_k δηλαδή,

$$|X_{R(i)} - X_{R(k)}| \geq \sin \frac{\delta}{2} |X_k - X_{R(k)}|.$$

Συνεπώς,

$$|X_{R(i)} - X_{R(k)}| \geq \min \left\{ \Delta, \sin \frac{\delta}{2} \right\} |X_k - X_{R(k)}|.$$

Παρόμοια,

$$|X_{R(k)} - X_{R(i)}| \geq \min \left\{ \Delta, \sin \frac{\delta}{2} \right\} |X_i - X_{R(i)}|.$$

Ως εκ τούτου, έχουμε ότι οι δίσκοι ακτίνας $\frac{1}{2} \min \left\{ \Delta, \sin \frac{\delta}{2} \right\}$ φορές το μήκος του

hop είναι επικεντρωμένοι στους ταυτόχρονους δέκτες που είναι ουσιαστικά ξένοι μεταξύ τους.

Για να δοθεί μια ενοποιημένη λύση για τις τρεις παραλλαγές του μοντέλου από εδώ και στο εξής, θα υποθέσουμε ότι $\Delta' = \Delta$. Αυτό μπορεί να απαιτεί επαναπροσδιορισμό του Δ στη δεύτερη παραλλαγή του Μοντέλου Πρωτοκόλλου.

Τώρα, λαμβάνοντας υπόψη μια σειρά από επιτυχημένες μεταδόσεις, λέμε ότι το δίκτυο μεταδίδει ένα bit-μέτρο, όταν ένα bit έχει μεταφερθεί σε απόσταση ενός μέτρου προς τον προορισμό του. Στη συνέχεια, η χωρητικότητα μεταφοράς του δικτύου ορίζεται από το μέγιστο του γινομένου bit-απόσταση που μπορεί να μεταφερθεί μέσα από το δίκτυο ανά δευτερόλεπτο. Έχουμε συνεπώς λάβει τα αντίστοιχα άνω φράγματα για τη χωρητικότητα μεταφοράς των αυθαίρετα δομημένων δικτύων βάσει του Μοντέλου Πρωτοκόλλου καθώς επίσης και του Φυσικού Μοντέλου.

3.2 Ασύρματα δίκτυα τυχαία στο χώρο : Το άνω φράγμα στη χωρητικότητα μεταφοράς.

Ας υποθέσουμε ότι ένα τυχαίο δίκτυο n τον αριθμό κόμβων μέσα στο D μεταφέρει συνολικά $\lambda n T$ bits σε T δευτερόλεπτα. Ας υποθέσουμε ότι η μέση απόσταση μεταξύ της πηγής και του προορισμού ενός bit είναι L μέτρα. Με άλλα λόγια, το δίκτυο επιτυγχάνει χωρητικότητα μεταφοράς $\lambda n L$ bit-μέτρα/s. Στη συνέχεια, έχουμε το παρακάτω αποτέλεσμα:

Θεώρημα 3.1 (i) Στο Μοντέλο Πρωτοκόλλου η χωρητικότητα μεταφοράς $\lambda n L$ οριοθετείται από πάνω ως εξής:

$$\lambda n \bar{L} \leq \sqrt{\frac{8}{\pi}} \frac{1}{\Delta} W \sqrt{n} \quad \text{bit-μέτρα}$$

(ii) Στο Φυσικό Μοντέλο αντίστοιχα έχουμε:

$$\lambda n \bar{L} \leq \left(\frac{2\beta + 2}{\beta} \right)^{\frac{1}{\alpha}} \frac{1}{\sqrt{\pi}} W n^{\frac{a-1}{a}} \quad \text{bit-μέτρα}$$

(iii) Αν ο λόγος $\frac{P_{\max}}{P_{\min}}$ που έχουν οι πομποί φράσσεται από πάνω με β , τότε

$$\lambda n \bar{L} \leq \sqrt{\frac{8}{\pi}} \frac{1}{\left(\frac{\beta P_{\min}}{P_{\max}} \right)^{\frac{1}{a}} - 1} W \sqrt{n} \quad \text{bit-μέτρα}$$

Απόδειξη: Επιλέγουμε b bit, όπου $1 \leq b \leq \lambda n T$. Ας υποθέσουμε ότι το b bit κινείται από την πηγή του προς τον προορισμό του σε μια ακολουθία $h(b)$ hops, όπου η η -οστή μεταπήδηση διασχίζει απόσταση $r(h,b)$. Τότε παίρνουμε το παρακάτω αποτέλεσμα:

$$\sum_{b=1}^{\lambda n T} \sum_{h=1}^{h(b)} r(h,b) \geq \lambda n T \bar{L} \quad (3.4)$$

Τώρα, για λόγους απλότητας, υποθέτουμε ότι οι μεταδόσεις μέσα στο δίκτυο χωρίζονται σε θυρίδες μήκους τ s. Στη συνέχεια, σε οποιοδήποτε χρονοθυρίδα (slot) s ,

το πολύ $n/2$ κόμβοι μπορεί να εκπέμπουν σε οποιοδήποτε υποκανάλι m . Ως εκ τούτου, έχουμε

$$\sum_{b=1}^{\lambda n T} \sum_{h=1}^{h(b)} 1(\text{the } h\text{th hop of bit } b \text{ is over subchannel } m \text{ in slot } s) \leq \frac{W_m \tau n}{2}.$$

Παίρνοντας το άθροισμα για όλα τα υποκανάλια και τις χρονοθυρίδες, και σημειώνοντας ότι δεν μπορεί να υπάρξουν περισσότερες από T/τ θυρίδες μέσα σε T δευτερόλεπτα, παίρνουμε

$$H := \sum_{b=1}^{\lambda n T} h(b) \leq \frac{WTn}{2} \quad (3.5)$$

Ας ασχοληθούμε τώρα με το Μοντέλο Πρωτοκόλλου. Υποθέτουμε ότι $\{(X_K; X_{R(k)}) : k \in T_m(s)\}$ είναι το σύνολο όλων των ενεργών ζευγαριών πομπού-δέκτη σε κάποια στιγμή μέσα από το υποκανάλι m . Από το Λήμμα 3.1, έχουμε ότι οι δίσκοι ακτίνας $\Delta/2$ φορές τα μήκη των hops επικεντρωμένα στους δέκτες $\{X_{R(k)} : k \in T_m(s)\}$ είναι ουσιαστικά ξεχωριστοί. Λαμβάνοντας υπ' όψιν τις ακραίες περιπτώσεις, παίρνουμε ότι τουλάχιστον το ένα τέταρτο αυτού του δίσκου είναι μέσα στο Δ . Από τη στιγμή που τα περισσότερα $W_m \tau$ bits μπορούν να μεταφερθούν μέσα από slot s από έναν πομπό προς έναν δέκτη μέσω του υποκαναλιού m , πρέπει να έχουμε

$$\sum_{b=1}^{\lambda n T} \sum_{h=1}^{h(b)} 1(h) \frac{\pi \Delta^2}{16} r^2(h, b) \leq W_m \tau. \quad (3.6)$$

Αθροίζοντας για όλα τα κανάλια και όλες τις χρονοθυρίδες παίρνουμε

$$\sum_{b=1}^{\lambda n T} \sum_{h=1}^{h(b)} \frac{\pi \Delta^2}{16} r^2(h, b) \leq WT. \quad (3.7)$$

Η παραπάνω εξίσωση μπορεί να ξαναγραφεί ως εξής:

$$\frac{1}{H} \sum_{b=1}^{\lambda n T} \sum_{h=1}^{h(b)} r^2(h, b) \leq \frac{16WT}{\pi \Delta^2 H}. \quad (3.8)$$

Συνδυάζοντας την (3.8) με την (3.9) παίρνουμε

$$\lambda n T \bar{L} \leq \sqrt{\frac{16WTH}{\pi \Delta^2}}. \quad (3.10)$$

Αντικαθιστώντας την (3.4) στην (3.10) έχουμε

$$\lambda nT \bar{L} \leq \sqrt{\frac{16WTH}{\pi\Delta^2}}. \quad (3.11)$$

Αντικαθιστώντας τώρα την (3.5) στην (3.11) παίρνουμε το επιθυμητό αποτέλεσμα.

Τώρα ας εξετάσουμε το φυσικό μοντέλο. Γνωρίζουμε ότι οι (3.4) και (3.5) ισχύουν. Έστω το σύνολο $\{(X_k; X_{R(k)}) : k \in T_m(s)\}$ που ορίζεται όπως και στα παραπάνω εδάφια. Επίσης, P_k είναι το επίπεδο ισχύος που χρησιμοποιείται από το σήμα X_k . Συμπεριλαμβάνοντας την ισχύ του σήματος X_i στον παρονομαστή, ο λόγος του σήματος προς παρεμβολή στην (3.2) για $X_{R(i)}$, $i \in T_m(s)$, μπορεί να γραφτεί ως εξής:

$$\frac{\frac{P_i}{|X_i - X_{R(i)}|^a}}{N + \sum_{k \in T_m(s)} \frac{P_k}{|X_k - X_{R(i)}|^a}} \geq \frac{\beta}{\beta + 1}.$$

Ως εκ τούτου

$$\begin{aligned} |X_i - X_{R(i)}|^a &\leq \frac{\beta + 1}{\beta} \frac{P_i}{N + \sum_{k \in T_m(s)} \frac{P_k}{|X_k - X_{R(i)}|^a}} \\ &\leq \frac{\beta + 1}{\beta} \frac{P_i}{N + \left(\frac{\pi}{4}\right)^{\frac{\alpha}{2}} \sum_{k \in T_m(s)} P_k} \end{aligned}$$

όπου έχουμε χρησιμοποιήσει $|X_k - X_{R(i)}| \leq$ διάμετρο της $D = \frac{2}{\sqrt{\pi}}$. Προσθέτοντας όλα

τα ενεργά ζεύγη πομπού-δέκτη στο slot s και στο υποκανάλι m , παίρνουμε

$$\begin{aligned} \sum_{i \in T_m(s)} |X_i - X_{R(i)}|^a &\leq \frac{\beta + 1}{\beta} \frac{\sum_{i \in T_m(s)} P_i}{N + \left(\frac{\pi}{4}\right)^{\frac{\alpha}{2}} \sum_{k \in T_m(s)} P_k} \\ &\leq 2^a \pi^{\frac{\alpha}{2}} \frac{\beta + 1}{\beta} \end{aligned}$$

Προσθέτοντας τώρα όλα τα slots και τα υποκανάλια, παίρνουμε

$$\sum_{b=1}^{\lambda n T} \sum_{h=1}^{h(b)} r^a(h, b) \leq 2^a \pi^{\frac{\alpha}{2}} \frac{\beta + 1}{\beta} WT.$$

Το υπόλοιπο της απόδειξης γίνεται σύμφωνα με Μοντέλο Πρωτοκόλλου, λαμβάνοντας υπ' όψιν την κυρτότητα του r^a αντί του r^2 .

Στη συνέχεια θα εξετάσουμε την ειδική περίπτωση όπου $\frac{P_{\max}}{P_{\min}} < \beta$. Από την (3.2)

έχουμε ότι για $i, k \in T_m(s)$,

$$\frac{\frac{P_i}{|X_i - X_{R(i)}|^a}}{\frac{P_k}{|X_k - X_{R(i)}|^a}} \geq \beta.$$

Άρα

$$\begin{aligned} |X_k - X_{R(i)}| &\geq \left(\frac{\beta P_{\min}}{P_{\max}} \right)^{\frac{1}{a}} |X_i - X_{R(i)}| \\ &= (1 + \Delta) |X_i - X_{R(i)}|, \end{aligned}$$

όπου $\Delta := \left(\frac{\beta P_{\max}}{P_{\max}} \right)^{\frac{1}{a}}$. Εν τούτοις το ίδιο άνω φράγμα που ισχύει για το Μοντέλο

Πρωτοκόλλου ισχύει και για την περίπτωση όπου το Δ ορίζεται όπως παραπάνω.

3.3 Ασύρματα δίκτυα τυχαία στο χώρο: Ένα χαμηλότερο όριο στην χωρητικότητα μεταφοράς

Τώρα θα δείξουμε ότι η τάξη του άνω ορίου στην προηγούμενη ενότητα είναι επακριβώς ορισμένη για το Μοντέλο Πρωτοκόλλου, με το παρουσιάσουμε ένα πιθανό σενάριο όπου μπορεί να συμβεί. Αυτό το σενάριο είναι επίσης εφικτό και για το Φυσικό Μοντέλο. Έχουμε λοιπόν το παρακάτω αποτέλεσμα:

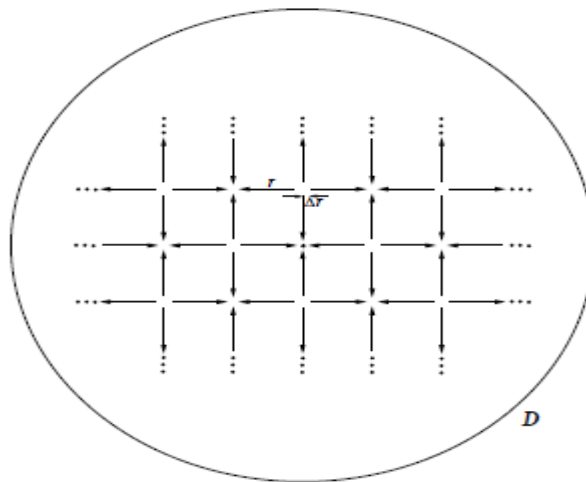
Θεώρημα 3.2 Υπάρχει μια τοποθέτηση των κόμβων και μία εκχώρηση ενός σχεδίου κίνησης, έτσι ώστε το δίκτυο να μπορεί να επιτύχει $\frac{w}{1+2\Delta} \frac{n}{\sqrt{n} + \sqrt{8\pi}}$ bit-μέτρα/s

σύμφωνα με το Πρωτόκολλο Μοντέλο και $\left(16\beta \left(2^{\frac{\alpha}{2}} + \frac{6^{\alpha-2}}{\alpha-2}\right)\right)^{\frac{1}{\alpha}}$ bit-μέτρα/s σύμφωνα

με το Φυσικό Μοντέλο όταν το n είναι πολλαπλάσιο του 4.

Απόδειξη: Ας πάρουμε το Μοντέλο Πρωτοκόλλου. Θέτουμε $r = \frac{1}{1+2\Delta} \frac{1}{\sqrt{\frac{n}{4} + \sqrt{2\pi}}}$.

Παίρνουμε το κέντρο του D όπως ήταν αρχικά, τοποθετούμε τους πομπούς στις θέσεις $(j(1+2\Delta)r \pm \Delta r, k(1+2\Delta)r)$ και $(j(1+2\Delta)r, k(1+2\Delta)r \pm \Delta r)$ όπου $|j + k|$ είναι μονός αριθμός. Επίσης τοποθετούμε τους δέκτες σε $(j(1+2\Delta)r \pm \Delta r, k(1+2\Delta)r)$ και όπου $|j+k|$ είναι ζυγός αριθμός (βλέπε Σχήμα 3.3).



Σχήμα 3.3 Ένα εποικοδομητικό κατώτατο όριο χωρητικότητας μεταφοράς στα αυθαίρετα δίκτυα.

Κάθε πομπός μπορεί να μεταδώσει στον κοντινότερο δέκτη που βρίσκεται σε απόσταση r χωρίς καμία παρεμβολή από του υπόλοιπους. Τώρα είναι εύκολο να δούμε ότι μπορούμε να τοποθετήσουμε δυνητικά τουλάχιστον $n/2$ ζεύγη δέκτη-πομπού μέσα στο D . Αυτό το σενάριο δίνει στον κόμβο θέση και μοτίβο κίνησης σύμφωνα με το οποίο υπάρχουν συνολικά $n/2$ ταυτόχρονες μεταδόσεις, κάθε μία εμβέλειας ίση με r , και με ταχύτητα W bits / s. Το παρόν σενάριο επιτυγχάνει την επιθυμητή χωρητικότητα μεταφοράς.

Για το Φυσικό Μοντέλο, ο υπολογισμός του SIR δείχνει ότι φράσσεται από κάτω για όλους τους ενεργούς δέκτες από τον όρο $\frac{(1+2\Delta)^\alpha}{16\left(2^2 + \frac{6^{\alpha-2}}{\alpha-2}\right)}$. Έχοντας επιλέξει το

Δ έτσι ώστε αυτό το κατώτατο όριο να γίνει ίσο με το β , παίρνουμε το αποτέλεσμα.

Αυτά τα κάτω όρια μπορούν να βελτιωθούν περαιτέρω με τη διαίρεση του τομέα D σε εξάγωνα, αν και οι μαθηματικοί τύποι που θα εξαχθούν θα είναι περίπλοκοι.

3.4 Τυχαία Δίκτυα

Πιο πάνω έχουμε ορίσει την καλύτερη περίπτωση κατά την οποία οι κόμβοι μπορούν να τοποθετηθούν βέλτιστα και με βέλτιστο σχεδιασμό για την κίνηση.

Εξετάζουμε τώρα ένα σενάριο όπου το ίδιο το δίκτυο είναι τυχαίο. Σε ένα τυχαίο σενάριο, υπάρχουν n τον αριθμό κόμβοι ομοιόμορφα και ανεξάρτητα κατανεμημένοι επάνω σε μία επιφάνεια S^2 που θεωρείται ως σφαίρα εμβαδού 1m^2 ή επάνω σε επίπεδο δίσκο D επιφάνειας ίση με 1m^2 . Μελετάμε το πρόβλημα στην S^2 , ώστε να διαχωρίζονται τα ακραία από τα άλλα φαινόμενα. Κάθε κόμβος στέλνει τα δεδομένα με ρυθμό $\lambda(n)$ bits / s σε ένα τυχαία επιλεγμένο κόμβο. Αυτός ο κόμβος μπορεί να επιλεγεί ως εξής. Ένα ανεξάρτητα κατανεμημένο σημείο στο S^2 επιλέγεται πρώτα και ο πλησιέστερος κόμβος σε αυτή τη θέση επιλέγεται ως ο κόμβος προορισμού. Έτσι, η μέση απόσταση μεταξύ πηγής και προορισμού είναι της τάξης του 1m . Σε αυτή την τυχαία ρύθμιση, υποθέτουμε ότι όλες οι μεταδόσεις χρησιμοποιούν την ίδια ονομαστική ισχύ. Όσο για τα αυθαίρετα δίκτυα, κι εδώ εξετάζουμε δύο μοντέλα. Το Μοντέλο Πρωτοκόλλου και το Φυσικό Μοντέλο.

Μοντέλο Πρωτόκολλου

Όλοι οι κόμβοι χρησιμοποιούν μια κοινή τιμή εμβέλειας, r , για όλες τις μεταδόσεις τους. Έστω $\{(X_k - X_{R(k)}), k \in T\}$ το σύνολο όλων των ενεργών ζευγαριών πομπού-δέκτη σε κάποια χρονική στιγμή μέσα σε ένα συγκεκριμένο κανάλι. Στη συνέχεια, μετάδοση από το X_i προς το $X_{R(i)}$ θεωρείται ότι είναι επιτυχής, εάν:

- (i) Η απόσταση μεταξύ X_i και $X_{R(i)}$ δεν είναι μεγαλύτερη από r , δηλαδή,

$$|X_i - X_{R(i)}| \leq r. \quad (3.12)$$

(ii) για κάθε άλλο $X_k, k \in T$,

$$|X_i - X_{R(i)}| \geq (1+\Delta)r. \quad (3.13)$$

Όσον αφορά τα αυθαίρετα δίκτυα, τα αποτελέσματα χωρητικότητας που βρίσκονται πιο κάτω έχουν λιγότερες από δύο παραλλαγές από το μοντέλο που αναφέραμε πιο πριν. Οι παραλλαγές είναι παρόμοιες με εκείνες που αναφέρονται στην παράγραφο 3.1, εκτός του ότι όλοι οι κόμβοι χρησιμοποιούν πλέον ένα κοινό φάσμα r , το οποίο μπορεί ωστόσο να εξαρτάται από το n , δηλαδή τον αριθμό κόμβων στο δίκτυο.

Το Φυσικό Μοντέλο

Όλοι οι κόμβοι εκπέμπουν σε ένα κοινό επίπεδο ισχύος P . Μια μετάδοση από ένα κόμβο $X_i, i \in T$, που λαμβάνεται από τον κόμβο $X_{R(i)}$, είναι επιτυχημένη όταν

$$\frac{P}{N + \sum_{k \in T, k \neq i} \frac{P}{|X_k - X_{R(i)}|^a}} \geq \beta \quad (3.14)$$

Τώρα το throughput των $\lambda(n)$ bits/s για κάθε κόμβο είναι εφικτό εάν υπάρχει ένα χωροχρονικό σύστημα για τις προγραμματισμένες μεταδόσεις του δικτύου, έτσι ώστε σύμφωνα με την λειτουργία του δικτύου με ένα multihop τρόπο, κάθε κόμβος μπορεί να στείλει $\lambda(n)$ bits/s κατά μέσο όρο για να επιλέξει τον προορισμό του κάθε κόμβου. Η δυνατότητα για να επιτευχθεί ένα συγκεκριμένο επίπεδο απόδοσης μπορεί να εξαρτάται από τις θέσεις των κόμβων καθώς επίσης και από τη δυνατότητα διάκρισης μεταξύ της πηγής και του προορισμού του κάθε πακέτου. Και οι δύο αυτοί παράγοντες είναι τυχαίοι.

Ορισμός 3.1 Ικανότητα διεκπεραίωσης των τυχαίων ασύρματων δικτύων: η χωρητικότητα (throughput) των τυχαίων ασύρματων δικτύων λέγεται ότι είναι της τάξης $\Theta(f(n))$ bits/s, εάν υπάρχουν σταθερές $c > 0$ και $c' < +\infty$ τέτοιες ώστε

$$\lim_{n \rightarrow \infty} \Pr ob(\lambda(n) = cf(n) \text{ είναι εφικτό}) = 1$$

$$\lim_{n \rightarrow \infty} \Pr ob(\lambda(n) = c'f(n) \text{ είναι εφικτό}) = 0$$

Στην συνέχεια εξετάζουμε τα άνω και κάτω φράγματα για την χωρητικότητα (throughput) των τυχαίων ασύρματων δικτύων είτε επάνω στο D ή επάνω στο S^2 .

3.5 Ασύρματα δίκτυα τυχαία καταναμημένα στο χώρο: Ένα χαμηλότερο όριο στην χωρητικότητα μεταφοράς

Πρώτα εξετάζουμε το μοντέλο πρωτοκόλλου. Η πιο βασική απαίτηση για την επίδοση throughput είναι να υπάρχει δυνατότητα ώστε να μπορεί κάθε κόμβος να έχει ένα μονοπάτι για να επιλέξει τον κόμβο προορισμού του. Στο κεφάλαιο 2 είδαμε ότι απαραίτητη προϋπόθεση για την ασυμπτωτική συνδεσιμότητα ενός τυχαίου δικτύου n κόμβων σε ένα δίσκο D είναι να μπορεί ο καθένας να έχει φάσμα $r(n) \geq \sqrt{\frac{\log n + c(n)}{\pi}}$ με $c(n) \rightarrow +\infty$. Μπορεί να φαίνεται ότι για να είναι εφικτό σε ένα δίκτυο ένα συγκεκριμένο throughput, ίσως να μην χρειάζεται σύνδεση του συνολικού δικτύου, αλλά μόνο για κάθε πηγή είναι σε θέση να επικοινωνεί με τον επιλεγμένο προορισμό της. Παρ'όλα αυτά, είδαμε στην ενότητα 2.3 ότι η έλλειψη συντονισμού στα μεγάλα δίκτυα είναι ισοδύναμη με την παρουσία μεμονωμένων κόμβων. Αυτοί οι κόμβοι θα είναι σε θέση να επικοινωνούν με οποιονδήποτε άλλο κόμβο. Ως εκ τούτου η ασυμπτωτική συνδεσιμότητα του δικτύου είναι πράγματι απαραίτητη προϋπόθεση για εφικτότερη throughput.

Στην συνέχεια δείχνουμε ότι η ίδια απαραίτητη προϋπόθεση για την $r(n)$ στο D χρειάζεται και για την ασυμπτωτική συνδεσιμότητα στα S^2 . Για τους δοθέντες n κόμβους στον S^2 , υποθέτουμε ότι $G(nr(n))$ υποδηλώνει το παραγόμενο διάγραμμα συνδέοντας τους κόμβους και ταυτόχρονα χωρίζοντας τους με μια απόσταση το πολύ ίση με $r(n)$ από τη μια άκρη. Έστω $P^{(\ell)}(n, r(n))$, $\ell=1,2,\dots$, που δηλώνει την πιθανότητα $G(nr(n))$ να έχει το λιγότερο ένα όρο στοιχείου $-\ell$. Επίσης έστω $P_d(n, r(n))$ να δηλώνει την πιθανότητα $G(nr(n))$ να είναι αποσυνδεδεμένο. Τότε έχουμε την ακόλουθη απαραίτητη συνθήκη για συνδεσιμότητα επάνω στην S^2 .

Λήμμα 3.2 Εάν $\pi r^2(n) = \frac{\log n + kn}{n}$ όπου $\lim_{n \rightarrow \infty} k_n = k < +\infty$, τότε

$$\liminf_{n \rightarrow \infty} P^{(1)}(n, r(n)) \geq e^{-k}(1 - e^{-k}),$$

και

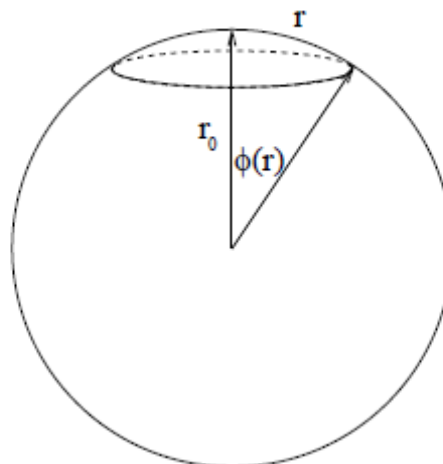
$$\liminf_{n \rightarrow \infty} P_d(n, r(n)) \geq e^{-k}(1 - e^{-k}).$$

Απόδειξη: Εξετάζουμε πρώτα την περίπτωση όπου $\pi r^2(n) = \frac{\log n + kn}{n}$ για κάθε σταθερό k . Θεωρούμε $P^{(\ell)}(n, r(n))$, την πιθανότητα $G(n, r(n))$ να έχει το ελάχιστο ένα όρο στοιχείου $-\ell$. Υποστηρίζοντας όπως στην (2.5) έχουμε,

$$P^{(\ell)}(n, r, (n)) \geq \sum_{i=1}^n P(i \text{ είναι απομονωμένος στο } G(n, r(n))) - \sum_{i=1}^n \sum_{j \neq i} P(i \text{ και } j \text{ είναι απομονωμένοι στο } G(n, r(n))). \quad (3.15)$$

Τώρα έστω $A(r)$ να δηλώνει την περιοχή ενός δίσκου με ακτίνα r στο S^2 . Σημειώστε ότι η ακτίνα της σφαίρας είναι $r_0 = \frac{1}{\sqrt{4\pi}}$. Επειδή $\phi(r) := r / r_0$ όπως φαίνεται στο Σχήμα 3.4, έχουμε

$$\begin{aligned} A(r) &= \int_0^{\phi(r)} 2\pi r_0 (\sin \phi) r_0 d\phi \\ &= 2\pi r_0^2 (1 - \cos \phi(r)) \\ &= \frac{1}{2} \left(\frac{\phi^2(r)}{2} - \frac{\phi^4(r)}{4} + \dots \right) \\ &= \pi r^2 - \frac{\pi^2 r^4}{3} + \dots \end{aligned} \quad (3.16)$$



Σχήμα 3.4 Υπολογίζοντας $A(r)$ (την περιοχή ενός δίσκου με ακτίνα r σε μια σφαίρα μοναδιαίας επιφάνειας).

Ως εκ τούτου

$$\pi r^2 - \frac{\pi^2 r^4}{3} < A(r) < \pi r^2. \quad (3.17)$$

Τώρα

$$\begin{aligned} P(i \text{ είναι απομονωμένος στο } G(n,r(n))) &= (1 - A(r(n)))^{n-1} \\ &> (1 - \pi r^2(n))^{n-1} \end{aligned} \quad (3.18)$$

Επίσης ενεργώντας όπως στην (2.6) έχουμε

$$\begin{aligned} P(i \text{ και } j \text{ είναι απομονωμένοι στο } G(n,r(n))) &< (A(2r(n)) - A(r(n))) \left(1 - \frac{3}{2} A(r(n))\right)^{n-2} \\ &+ (1 - A(2r(n))) (1 - 2A(r(n)))^{n-2} \end{aligned} \quad (3.19)$$

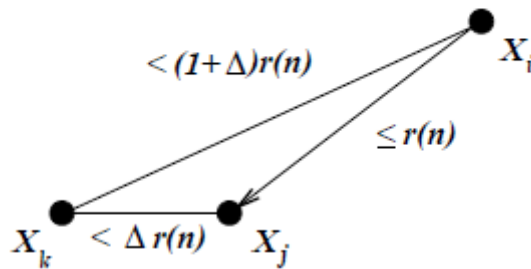
Αντικαθιστώντας την (3.18) στην (3.19) και χρησιμοποιώντας την (3.17) παίρνουμε

$$\begin{aligned} P^{(1)}(n, r(n)) &\geq n(1 - \pi r^2(n))^{n-1} - n(n-1) \\ &\left(\left(3\pi r^2(n) + \frac{\pi^2 r^4(n)}{3} \right) \cdot \left(1 - \frac{3}{2} (\pi r^2(n) - \pi^2 r^4(n)/3) \right)^{n-2} + (1 - 2(\pi r^2(n) - \pi^2 r^4(n)/3))^{n-2} \right) \end{aligned}$$

Χρησιμοποιώντας τα Λήμματα 2.1 και 2.2 για $\pi r^2 = \frac{\log n + n}{n}$ και για κάθε σταθερό

$\theta < 1$ και $\epsilon, \epsilon' > 0$, έχουμε

$$\begin{aligned} P^{(1)}(n, r(n)) &\geq \theta e^{-k} - n(n-1) \left(3(1 + \epsilon') \pi r^2(n) e^{-\frac{3}{2}(n-2)\pi r^2(n)} + (1 + \epsilon') e^{-2(n-2)\pi r^2(n)} \right) \\ &\geq \theta e^{-k} - (1 + \epsilon) e^{-2k}, \quad \forall n > N(\epsilon, \theta, k) \end{aligned}$$



Σχήμα 3.5 Το X_k δεν μπορεί να λάβει την ίδια χρονική στιγμή όπως το X_j στο ίδιο κανάλι.

Τώρα αντικαθιστούμε το k με k_n όπου $\lim_{n \rightarrow \infty} k_n = \bar{k}$. Τότε για κάθε $\epsilon > 0$, $k_n \leq \bar{k} + \epsilon$ για όλα τα $n \geq N'(\epsilon)$. Επίσης, η πιθανότητα να υπάρχει ένα απομονωμένος κόμβος μειώνεται με σταθερό ρυθμό k . Ως εκ τούτου

$$P^{(\ell)}(n, r(n)) \geq \theta e^{-(\kappa+\epsilon)} - (1+\epsilon)e^{-2(\kappa-\epsilon)}$$

για κάθε $n \geq \max\{N(\epsilon, \theta, \kappa + \epsilon), N'(\epsilon)\}$. Παίρνοντας τα όρια καταλήγουμε στην

$$\liminf_{n \rightarrow \infty} P^{(\ell)}(n, r(n)) \geq \theta e^{-(\kappa+\epsilon)} - (1+\epsilon)e^{-2(\kappa-\epsilon)}.$$

Δεδομένου ότι αυτό ισχύει για όλα τα $\epsilon > 0$ και $\theta < 1$, και δεδομένου ότι ισχύει η $P^{(\ell)}(n, r(n)) \leq P_d(n, r(n))$, έχουμε τα εξής αποτελέσματα.

Πόρισμα 3.1 Η ασυμπτωτική πιθανότητα ότι το γράφημα $G(nr(n))$ έχει ένα απομονωμένο κόμβο και είναι αποσυνδεδεμένος είναι αυστηρά θετική, εάν $\pi r^2 = \frac{\log n + k_n}{n}$ και $\limsup k_n < +\infty$.

Στην συνέχεια υποθέτουμε ότι δεν είναι πολλές οι μεταδόσεις που μπορεί να συμβούν μέσα στο δίκτυο την ίδια χρονική στιγμή.

Λήμμα 3.3: Στο μοντέλο πρωτοκόλλου, μπορεί να γίνουν το πολύ $\frac{4}{c' \pi \Delta^2 r^2(n)}$

ταυτόχρονες συνδέσεις σε κάθε κανάλι.

Απόδειξη: Ας υποθέσουμε ότι ο κόμβος X_i στο Σχήμα 3.5 μεταδίδει επιτυχώς στον κόμβο X_j στο m th υποκανάλι. Στην συνέχεια κανένας άλλος X_k κόμβος σε απόσταση $r(n)$ από το X_j δεν μπορεί να λαμβάνει ταυτόχρονα δύο διαφορετικές μεταδόσεις στο ίδιο κανάλι λόγω των απαιτήσεων των (3.12) και (3.13), και σύμφωνα με την τριγωνική ανισότητα.

Ως εκ τούτου οι δίσκοι με ακτίνα $\frac{\Delta r(n)}{2}$ που επικεντρώνονται σε κάθε δέκτη

στο m th υποκανάλι είναι ασύνδετοι. Επειδή το εμβαδόν κάθε τέτοιου δίσκου είναι $\frac{c' \pi \Delta^2 r^2(n)}{4}$, τότε το δίκτυο δεν μπορεί να υποστηρίξει περισσότερο από $\frac{4}{c' \pi \Delta^2 r^2(n)}$

ταυτόχρονες μεταδόσεις στο m th υποκανάλι.

Τώρα κάθε μετάδοση στο m th κανάλι έχει ταχύτητα W_m bits/s. Έτσι προσθέτοντας όλες τις μεταδόσεις που συμβαίνουν την ίδια στιγμή σε όλα τα M κανάλια, βρίσκουμε ότι δεν μπορούν συνολικά n μεταδοθούν περισσότερο από

$$\frac{4}{c' \pi \Delta^2 r^2(n)} \sum_{m=1}^M W_m = \frac{4}{c' \pi \Delta^2 r^2(n)} W \text{ bits/s στο μοντέλο πρωτοκόλλου.}$$

Τώρα υποθέτουμε ότι το \bar{L} υποδηλώνει το μέσο μήκος μιας γραμμής που συνδέει δύο ανεξάρτητα και ομοιόμορφα σημεία στο τομέα (S^2 ή D). Στη συνέχεια το μέσο μήκος της διαδρομής των πακέτων είναι κατά $\bar{L} - o(1)$ με μεγάλη πιθανότητα για μεγάλες τιμές του n . Έτσι ο μέσος αριθμός των αλμάτων που λαμβάνεται από ένα πακέτο είναι το πολύ $\frac{\bar{L} - o(1)}{r(n)}$. Δεδομένου ότι κάθε πηγή παράγει $\lambda(n)$ bits/s, υπάρχουν

n πηγές και κάθε bit πρέπει να μεταδίδεται με μέσο όρο το πολύ $\frac{\bar{L} - o(1)}{r(n)}$ κόμβους,

έχουμε ότι ο συνολικός αριθμός των bits/s που εξυπηρετείται από το σύνολο του δικτύου πρέπει τουλάχιστον να είναι $\frac{(\bar{L} - o(1))n\lambda(n)}{r(n)}$.

Για να εξασφαλιστεί ότι όλη η απαιτούμενη κίνηση θα μεταφερθεί, χρειαζόμαστε

$$\frac{(\bar{L} - o(1))n\lambda(n)}{r(n)} \leq \frac{4W}{c' \pi \Delta^2 r^2(n)}.$$

Άρα

$$\lambda(n) \leq \frac{4W}{c' \pi \Delta^2 (\bar{L} - o(1))nr(n)}.$$

Από τα πορίσματα 2.1 και 3.1 γνωρίζουμε ότι, τόσο για το S^2 όσο και για το D , η συνθήκη $r(n) > \sqrt{\frac{\log n}{\pi}}$ είναι απαραίτητη για να εγγυηθεί την ασυμπτωτική συνδεσιμότητα του δικτύου. Ως εκ τούτου έχουμε τα εξής για το άνω όριο.

Θεώρημα 3.3 Για τα τυχαία δίκτυα επάνω στο S^2 ή στο D για το μοντέλου πρωτοκόλλου, υπάρχει μια ντετερμινιστική σταθερά $c'' < +\infty$, που δεν εξαρτάται από τις n , Δ ή W ώστε η παρακάτω συνθήκη:

$$\lim_{n \rightarrow \infty} \Pr \left\{ \lambda(n) = \frac{e^n W}{\Delta^2 \sqrt{n \log n}} \right\} = 0$$

να είναι εφικτή.

Για το Φυσικό Μοντέλο, το άνω όριο είναι το εξής.

Θεώρημα 3. Για τα τυχαία δίκτυα επάνω στο S^2 ή στο D του φυσικού μοντέλου, υπάρχει μια σταθερά c'' , που δεν εξαρτάται από τις N , α , β ή W ώστε η παρακάτω συνθήκη:

$$\lim_{n \rightarrow \infty} \Pr \text{ob} \left(\lambda(n) = \frac{c'' W}{(\beta^{\frac{1}{\alpha}} - 1) \sqrt{n}} \right) = 0$$

να είναι εφικτή.

Απόδειξη: Υποθέτουμε ότι $\{(X_k, X_{R(k)}): k \in T\}$ είναι το σύνολο όλων των ενεργών ζευγαριών πομπού-δέκτη σε συγκεκριμένη στιγμή μέσα από κάποιο κανάλι κάτω από το φυσικό μοντέλο. Εάν $X_i, i \in T$, μεταδοθεί επιτυχώς στο $X_{R(i)}$, τότε για κάθε $k \in T \setminus I$, η (3.14) μας δίνει

$$\frac{\frac{P}{|X_i - X_{R(i)}|^a}}{\frac{P}{|X_k - X_{R(i)}|^a}} \geq \beta$$

και συνεπώς, έχουμε

$$|X_k - X_{R(i)}| \geq (1 + \Delta) |X_i - X_{R(i)}|$$

όπου $\Delta := \left(\beta^{\frac{1}{\alpha}} - 1 \right)$. Ως εκ τούτου κάθε σύνολο των ταυτόχρονων μεταδόσεων που είναι

εφικτό για τυχαία δίκτυα στο πλαίσιο του φυσικού μοντέλου είναι επίσης εφικτό στο μοντέλο πρωτοκόλλου για τα αυθαίρετα δίκτυα (όπως αυτά ορίζονται πιο πάνω).

Έχουμε ήδη δει ότι $\sqrt{\frac{8}{\pi}} \frac{W}{\Delta} \sqrt{n}$ bit-meters/s είναι ένα άνω όριο στην συνολική

ικανότητα μεταφοράς για ένα αυθαίρετο δίκτυο στο πλαίσιο του μοντέλου πρωτοκόλλου, δεδομένου ότι υπάρχουν n κόμβοι, ο καθένας με ξεχωριστό προορισμό, της τάξης του 1μ. μακριά από το μέσο όρο.

Συγκεντρωτικά στο Κεφάλαιο 3 αναλύσαμε χωρητικότητα των ασύρματων δικτύων. Έστω n κόμβοι που βρίσκονται σε μια περιοχή A τετραγωνικών μέτρων, με κάθε κόμβο να μεταδίδει με ρυθμό W bits/s μέσα από ένα κοινό κανάλι. Λόγω της χωρικής διάστασης, πολλές συμπίπτουσες ασύρματες μεταδόσεις μπορεί να λάβουν

χώρα στο δίκτυο, εφόσον δεν υπάρχει καμία καταστροφική παρεμβολή της μετάδοσης από άλλους κόμβους. Σύμφωνα με ένα μοντέλο πρωτοκόλλου που περιέχει την μη παρεμβολή, δείξαμε ότι αν οι κόμβοι είναι τυχαία τοποθετημένοι και ο προορισμός κάθε κόμβου επιλέγεται τυχαία, καθώς και όλες οι εκπομπές χρησιμοποιούν την ίδια ισχύ / το ίδιο εύρος, κάθε κόμβος μπορεί να έχει throughput $\Theta\left(\frac{W}{\sqrt{n \log n}}\right)$ bits/s για τον προορισμό του, στα πλαίσια της βέλτιστης λειτουργίας.

Ακόμα και όταν τοποθεσία κάθε κόμβου είναι η βέλτιστη επιλογή, κάθε απόσταση/ισχύς μετάδοσης έχει άριστα ανατεθεί, και η κατανομή της κίνησης είναι η καλύτερη δυνατή επιλογή, η πληροφορία που μπορεί να μεταφερθεί από το σύνολο του δικτύου, αναφέρεται ως χωρητικότητα μεταφοράς του δικτύου $\Theta(W\sqrt{An})$ bit-meters/s.

Έτσι, ακόμη και με τη βέλτιστη σχεδίαση, το throughput μειώνεται ακόμη κατά $\left(\frac{W}{\sqrt{n}}\right)$ bits/s για κάθε κόμβο ενός προορισμού που δεν απέχει πάρα πολύ μακριά.

Παρόμοια αποτελέσματα ισχύουν επίσης στο πλαίσιο ενός αναπληρωματικού φυσικού μοντέλου της μη παρεμβολής όπου ο απαιτούμενος λόγος σήματος προς την παρεμβολή (SIR) είναι καθορισμένος για επιτυχείς συνδέσεις. Τα αποτελέσματα αυτά υποδεικνύουν ορισμένες κατευθυντήριες γραμμές για το σχεδιασμό των ασύρματων δικτύων. Για παράδειγμα, το throughput που λαμβάνεται από κάθε κόμβο μειώνεται στο μηδέν καθώς το μέγεθος του δικτύου αυξάνεται. Συνεπώς, είναι προτιμότερο να σχεδιάζουμε δίκτυα με λιγότερους κόμβους, ή τουλάχιστον να σχεδιάζουμε δίκτυα στα οποία οι κόμβοι επικοινωνούν κυρίως με κοντινούς κόμβους.

ΚΕΦΑΛΑΙΟ 4^ο

ΧΩΡΗΤΙΚΟΤΗΤΑ ΤΩΝ AD-HOC ΔΙΚΤΥΩΝ ΜΕ ΔΙΑΦΟΡΑ ΜΟΝΤΕΛΑ ΚΙΝΗΣΗΣ

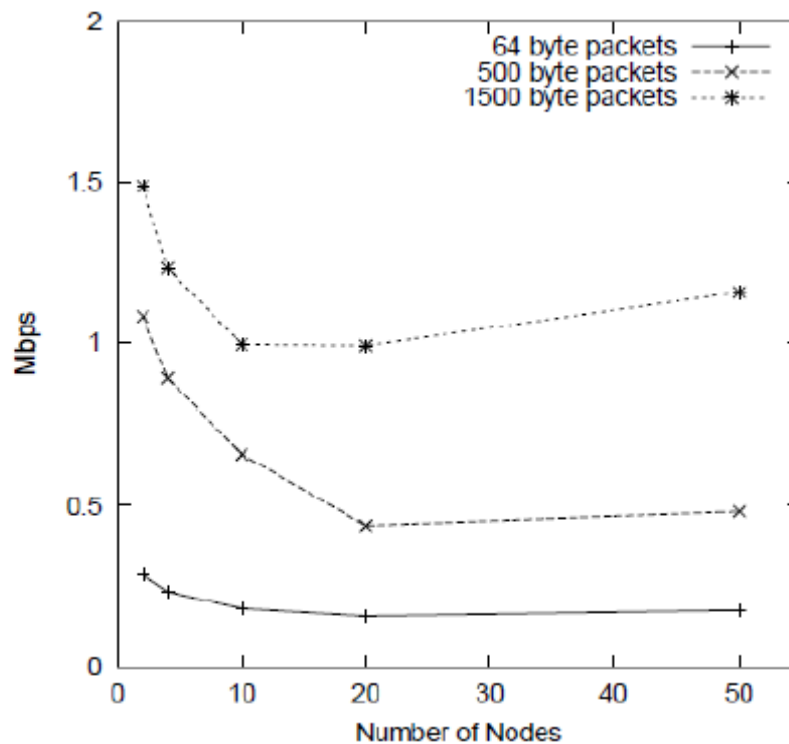
Στο κεφάλαιο αυτό παρουσιάζεται η επιρροή των διαφόρων μοντέλων κίνησης (traffic patterns) στη διαβάθμιση της ανά κόμβο χωρητικότητας [2]. Επίσης, προσδιορίζουμε την αλληλεπίδραση μεταξύ της ad hoc μετάδοσης και του 802.11 MAC με σκοπό να υπολογιστεί το throughput ανά κόμβο έτσι όπως ορίστηκε στην [1]. Επίσης, προσδιορίζουμε τις συνθήκες κατά τις οποίες η ανά κόμβο χωρητικότητα πιθανώς να μπορέσει να είναι κλιμακούμενη με την αύξηση του μεγέθους του ad hoc δικτύου. Σημειώνεται ότι στα περισσότερα σενάρια κινητικότητας οι κόμβοι δε διανύουν αξιόλογες αποστάσεις κατά το χρόνο μετάδοσης πακέτων (packet transit time). Συνεπώς, για λόγους ανάλυσης της χωρητικότητας, μπορούμε να θεωρούμε τα κινητά δίκτυα ως δυνητικά σταθερά.

4.1 Δίκτυο μονής κυψέλης

Όπως φαίνεται και στο Σχήμα 4.1 η συνολική χωρητικότητα σε ένα δίκτυο μονής κυψέλης (single cell network) μεγέθους $200m*200m$ αυξάνεται καθώς αυξάνεται και ο αριθμός των κόμβων. Κάθε κόμβος είναι μία πηγή πακέτων, ο οποίος στέλνει κάθε πακέτο σε έναν τυχαία επιλεγμένο κόμβο με την ταχύτητα που του επιτρέπει το 802.11. Στο σενάριο με δύο κόμβους εμφανίζεται η υψηλότερη χωρητικότητα, καθώς έχει τη μικρότερη ανταγωνιστικότητα. Επίσης, παρατηρούμε ότι η ανταλλαγή RTS/CTS/ACK πακέτων προκαλεί αξιοσημείωτη επιβράδυνση. Το πακέτο RTS έχει μέγεθος 40 bytes, τα πακέτα CTS και ACK 39 bytes και η επικεφαλίδα MAC ενός πακέτου δεδομένων 47 bytes. Έτσι το throughput για πακέτα 1500 bytes είναι το πολύ

$$\frac{1500}{1500 + 40 + 39 + 47} * 2 \approx 1.8Mbps.$$

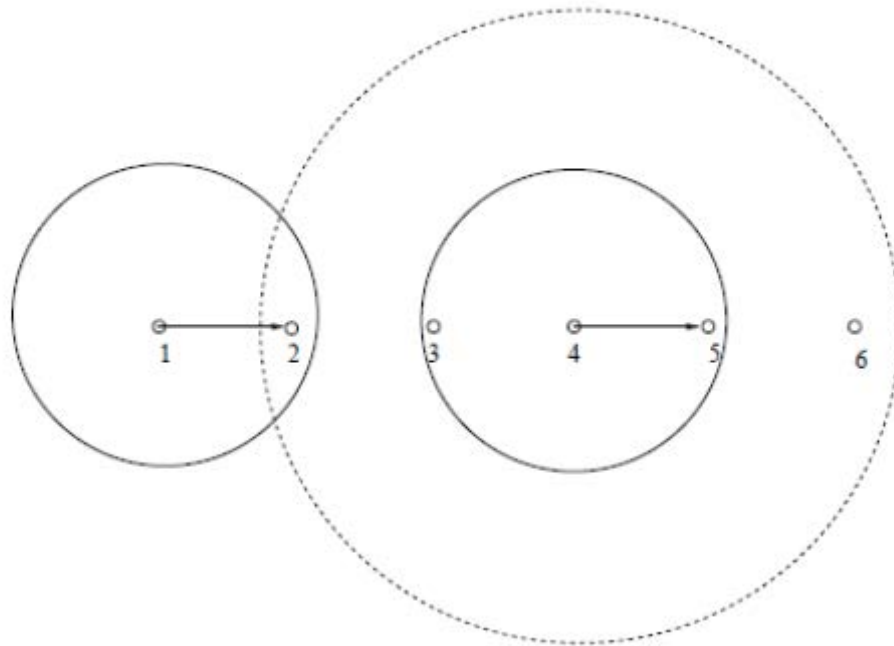
Εάν υπολογιστεί και η διάρκεια της αρχικής θυρίδας (θυρίδα έναρξης πλαισίου), τότε το παραπάνω όριο μειώνεται στα 1.7Mbps.



Σχήμα 4.1 : Συνολική χωρητικότητα δικτύου μονής κυψέλης

4.2 Αλυσίδα κόμβων

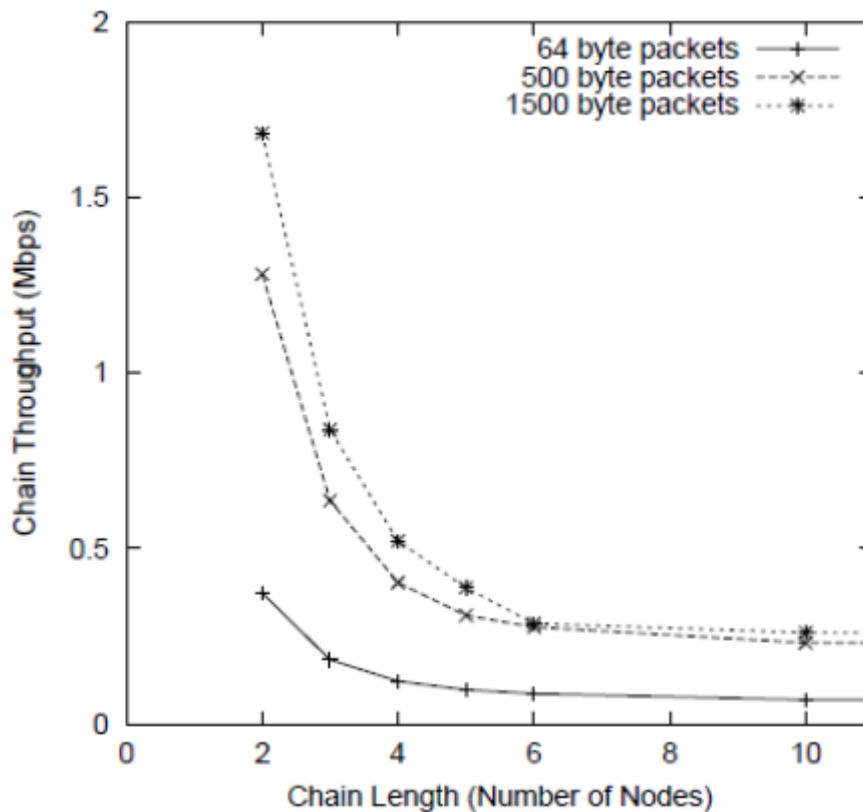
Το δίκτυο που παρουσιάζεται στο Σχήμα 4.2 είναι ένα μία αλυσίδα κόμβων (chain of nodes). Ο κόμβος 1 είναι η πηγή και ο κόμβος 6 ο παραλήπτης. Ας υποθέσουμε ότι προς στιγμή δεν υπάρχει επικοινωνία μεταξύ των μη γειτονικών κόμβων. Οι κόμβοι 1 και 2 δεν μπορούν να μεταδίδουν ταυτόχρονα καθώς ο κόμβος 2 δεν μπορεί να λαμβάνει και να μεταδίδει ταυτόχρονα. Οι κόμβοι 1 και 3 δεν μπορούν να μεταδίδουν ταυτόχρονα διότι ο κόμβος 2 δεν μπορεί να ακούσει τον 1, αν ο 3 αποστέλλει πακέτα. Οι κόμβοι 1 και 4 μπορούν σύμφωνα με τις παραπάνω υποθέσεις να μεταδίδουν ταυτόχρονα. Αυτό συνεπάγεται ότι χρησιμοποιείται το 1/3 του καναλιού.



Σχήμα 4.2 Αλυσίδα έξι κόμβων

Ωστόσο, αν δε χρησιμοποιήσουμε την παραπάνω υπόθεση, οδηγούμαστε σε μία μέγιστη αξιοποίηση του $1/4$. Αυτό διότι, όπως φαίνεται και στο Σχήμα 4.2, τα πακέτα του κόμβου 4 θα αλληλεπιδράσουν με τα RTS πακέτα που στέλνονται από τον κόμβο 1 στον 2. Αυτό συμβαίνει λόγω του πρωτοκόλλου 802.11 που επιτρέπει μετάδοση σε απόσταση 550m από τον κόμβο και λήψη από απόσταση 250m. Έτσι ο κόμβος 2 δεν μπορεί να λάβει σωστά το πακέτο RTS από τον 1 ή δεν μπορεί να αποστείλει σωστά το πακέτο CTS.

Προσομοιώνοντας λοιπόν ένα δίκτυο όπου οι κόμβοι σχηματίζουν μία αλυσίδα παίρνουμε τα αποτελέσματα που εμφανίζονται στο Σχήμα 4.3. Η υπόθεση εδώ είναι ότι ο κάθε κόμβος απέχει 200m από τον άμεσο γείτονά του. Ο κόμβος 1 είναι η πηγή και μεταδίδει δεδομένα όσο γρήγορα του επιτρέπει το MAC. Αλυσίδα δύο κόμβων επιτυγχάνει throughput 1.7 Mbps για πακέτα 1500 bytes λόγω των επικεφαλίδων και των πακέτων RTS, CTS και ACK. Καθώς η αλυσίδα μεγαλώνει, το throughput πέφτει στα 0.25 Mbps ή στο $1/7$ των 1.7 Mbps, σημαντικά μικρότερο από την προβλεπόμενη εκτίμηση του $1/4$. Το throughput παραμένει στο ίδιο με αυτό των 10 κόμβων για δίκτυα 20 και 50 κόμβων.



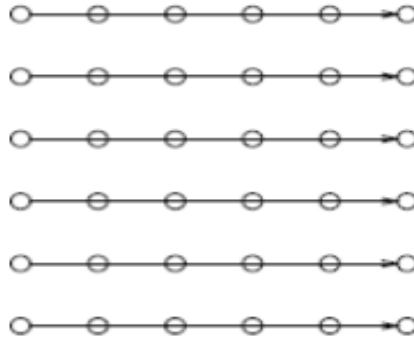
Σχήμα 4.3 Συνολική χωρητικότητα δικτύου αλυσίδας κόμβων

Το πρόβλημα στη συγκεκριμένη περίπτωση είναι ότι ο πρώτος κόμβος της αλυσίδας λόγω του IEEE 802.11 στέλνει περισσότερα πακέτα από αυτά που μπορούν να προωθήσουν οι επόμενοι κόμβοι και έτσι υπάρχει μεγάλη πιθανότητα να χαθούν κάποια πακέτα.

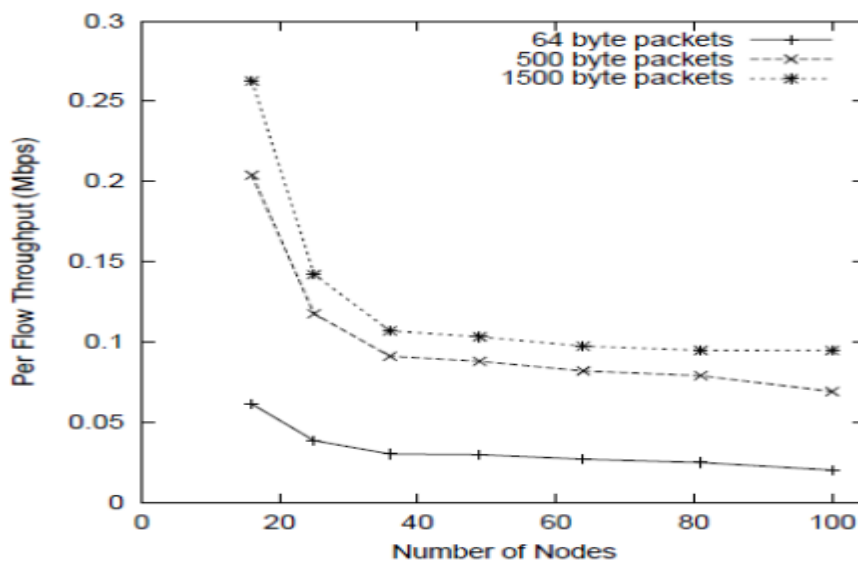
4.3 Δίκτυα Πλέγματος

Εξετάζουμε εδώ ένα δίκτυο πλέγματος (lattice network) όπου η ροή των πακέτων γίνεται από αριστερά προς τα δεξιά όπως φαίνεται στο Σχήμα 4.4. Ο κάθε κόμβος απέχει 200m από τον κόμβο που βρίσκεται αριστερά, δεξιά, πάνω ή κάτω του. Κάθε στιγμή μπορεί να είναι ενεργή μόνο κάθε τρίτη αλυσίδα διότι μόνο αυτές έχουν απόσταση μεγαλύτερη των 550m ώστε να μην υπάρχουν παρεμβολές. Έτσι, κάθε τρίτη αλυσίδα χρησιμοποιεί το 1/4 του throughput. Αναμένεται λοιπόν κάθε ροή του δικτύου να επιτυγχάνει throughput ίση με το 1/12 της χωρητικότητας του καναλιού. Αυτό

σημαίνει ότι για πακέτα μεγέθους 1500 bytes η απόδοση ισούται με $\frac{1}{12} * 1.7Mbps \approx 0.14Mbps$.

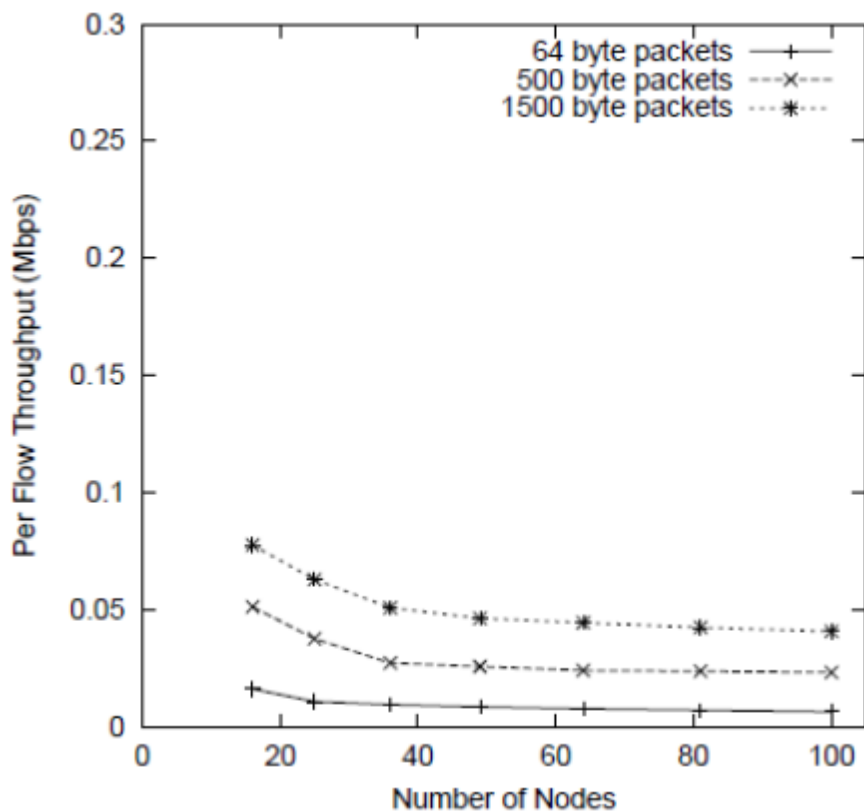


Σχήμα 4.4 Δίκτυο πλέγματος με οριζόντια ροή πακέτων



Σχήμα 4.5 Μέσο ανά ροή throughput σε δίκτυο πλέγματος με οριζόντια ροή πακέτων

Ας υποθέσουμε τώρα ότι έχουμε, εκτός από οριζόντια, και κάθετη ροή. Σε αυτή την περίπτωση απαιτείται χρονοπρογραμματισμός ώστε τη μία χρονική στιγμή να γίνεται μετάδοση δεδομένων στην οριζόντια αλυσίδα και την επόμενη στιγμή στην κάθετη. Τα αποτελέσματα της προσομοίωσης για αυτό το δίκτυο φαίνονται στο Σχήμα 4.6.



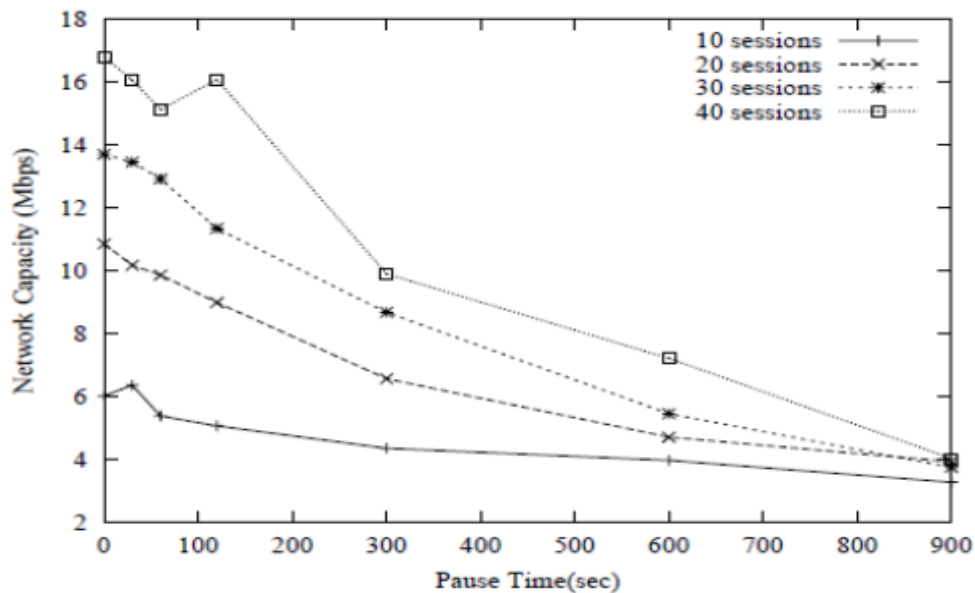
Σχήμα 4.6 Μέσο ανά ροή throughput σε δίκτυο πλέγματος με οριζόντια και κάθετη ροή πακέτων

4.4 Χωρητικότητα σε ad hoc δίκτυα κινητών κόμβων

Εδώ θα αναφερθούμε στην χωρητικότητα κινητών κόμβων. Στα δίκτυα κινητών κόμβων η παρουσία κινητικότητας αυξάνει τη χωρητικότητα στο δίκτυο [5]. Αυτό συμβαίνει διότι με μεγαλύτερη κινητικότητα υπάρχει η δυνατότητα να κατανοηθεί περισσότερο τυχαία η κίνηση στους κόμβους αναμετάδοσης ώστε να παραδίδονται τελικά στους προορισμούς τους. Η βασική υπόθεση εδώ είναι ότι η κινητικότητα δυσχεραίνεται στην αναγνώριση των τροχιών των κινούμενων κόμβων με τέτοιο τρόπο ώστε ο κάθε κόμβος να πηγαίνει στη «γειτονιά» κάθε άλλου κόμβου και συνεπώς, τα δεδομένα να μπορούν να παραδοθούν τελικά χωρίς να καταναλώνεται άσκοπα η χωρητικότητα μέσα σε ένα δρόμο πολλαπλών αλμάτων. Ο περιοριστικός όρος εδώ είναι ότι η καθυστέρηση μπορεί να είναι πολύ μεγάλη με σκοπό να αυξηθεί η χωρητικότητα με αυτό τον τρόπο, και έτσι η ανάλυση είναι εφαρμόσιμη σε ανακλύπτοντα προβλήματα καθυστέρησης.

Η χωρητικότητα του δικτύου αυξάνεται με την αύξηση του αριθμού των συνόδων στο δίκτυο, καθώς κατά μέσο όρο είναι ενεργοί περισσότεροι κόμβοι. Υποθέτουμε ότι ο ονομαστικός ρυθμός μετάδοσης του καναλιού είναι ίσος με 2Mbps.

Παρά το γεγονός ότι υπάρχει μία αύξηση στη χωρητικότητα με την αύξηση των συνεδριών, η αύξηση δεν είναι ευθέως ανάλογη. Συγκεκριμένα, αν αυξήσουμε τον αριθμό των συνεδριών κατά τέσσερις φορές, η αύξηση στη χωρητικότητα είναι μικρότερη από τέσσερις φορές. Αυτό οφείλεται στο γεγονός ότι πολλές συνεδρίες δε μεταφράζονται ως αύξηση της χωρητικότητας στο ήδη ενεργό κομμάτι του δικτύου. Ωστόσο, πολλές σύνοδοι συμβάλλουν στην αύξηση της χωρητικότητας σε άλλα αδρανή τμήματα του δικτύου.



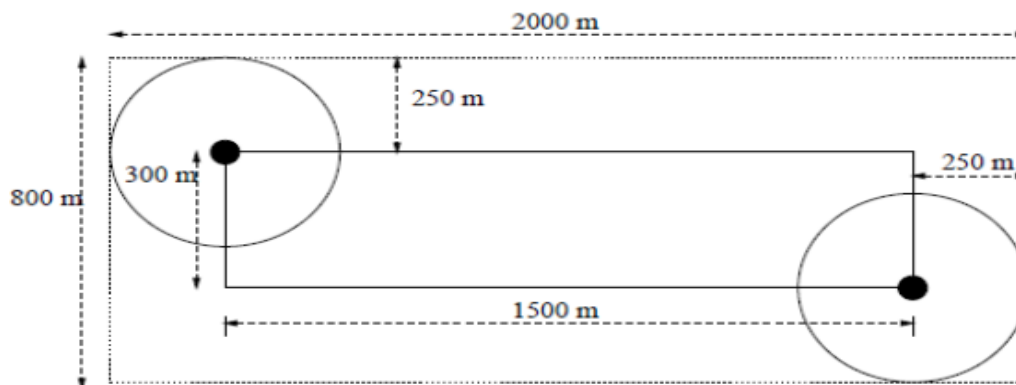
Σχήμα 4.7 Αλλαγή χωρητικότητας δικτύου λόγω κινητικότητας και αριθμού συνεδριών

Κάτι που προκαλεί ενδιαφέρον, όπως φαίνεται και στο Σχήμα 4.7, είναι ότι η χωρητικότητα αυξάνεται με την αύξηση της κινητικότητας. Καθώς η κινητικότητα αυξάνεται, η χωρική κατανομή των κόμβων στην περιοχή γίνεται όλο και περισσότερο ομοιόμορφη κατά μέσο όρο και έτσι αυξάνεται η μέση διασπορά στο γράφημα συνδεσιμότητας (connectivity graph).

Παρατηρήσαμε επίσης ότι για μεγάλο αριθμό συνεδριών και μέγιστη κινητικότητα, η χωρητικότητα φθάνει στη μέγιστη δυνατή τιμή της, το οποίο μπορεί να επιτευχθεί με τη χρήση οποιουδήποτε MAC πρωτοκόλλου που να δουλεύει σε μονό

κανάλι και οποιουδήποτε αριθμού κόμβων και συνεδριών. Για να προσδιορίσουμε αυτή τη μέγιστη δυνατή χωρητικότητα, υποθέτουμε ότι ένας μεγάλος αριθμός κόμβων είναι ομοιόμορφα κατανομημένοι σε μία $1500m \times 300m$ περιοχή, και μόνο ένας κόμβος που κινείται σε περιοχή (κύτταρα) εμβαδού $1500 \times 300m \pi R^2$ (R =εμβέλεια σήματος) μπορεί να μεταδίδει ανά πάσα στιγμή. Αφού οι κόμβοι μπορούν να βρίσκονται σε οποιοδήποτε σημείο της δοσμένης περιοχής, οι μεταδόσεις τους μπορούν να καταλαμβάνουν εύρος ζώνης σε μία μεγαλύτερη περιοχή ($2000m \times 800m$), όπως άλλωστε φαίνεται στο Σχήμα 4.8. Αυτή η μεγαλύτερη περιοχή μπορεί να υποστηρίξει το πολύ $\frac{2000m \times 800m}{\pi R^2}$ κύτταρα. Υποθέτοντας ότι το ονομαστικό εύρος ζώνης R

ισούται με $250m$, αυτός ο αριθμός ισούται κατά προσέγγιση με 8.2 , δίνοντας μέγιστη χωρητικότητα δικτύου ίση με $8.2 \times 2 = 16.4 Mbps$. Να σημειώσουμε εδώ ότι αυτός ο αριθμός είναι πολύ κοντά στη χωρητικότητα που υπολογίσαμε χρησιμοποιώντας 40 συνόδους με μηδενικό χρόνο παύσης. Αυτό σημαίνει ότι με 40 συνόδους και σταθερή κινητικότητα υπάρχουν πάντα ενεργοί κόμβοι που καλύπτουν κάθε υποπεριοχή της $1500m \times 300m$ περιοχής. Δεν μπορεί να επιτευχθεί μεγαλύτερη χωρητικότητα χρησιμοποιώντας είτε περισσότερες συνεδρίες είτε μεγαλύτερη κινητικότητα (για παράδειγμα, μεγαλύτερη ταχύτητα).

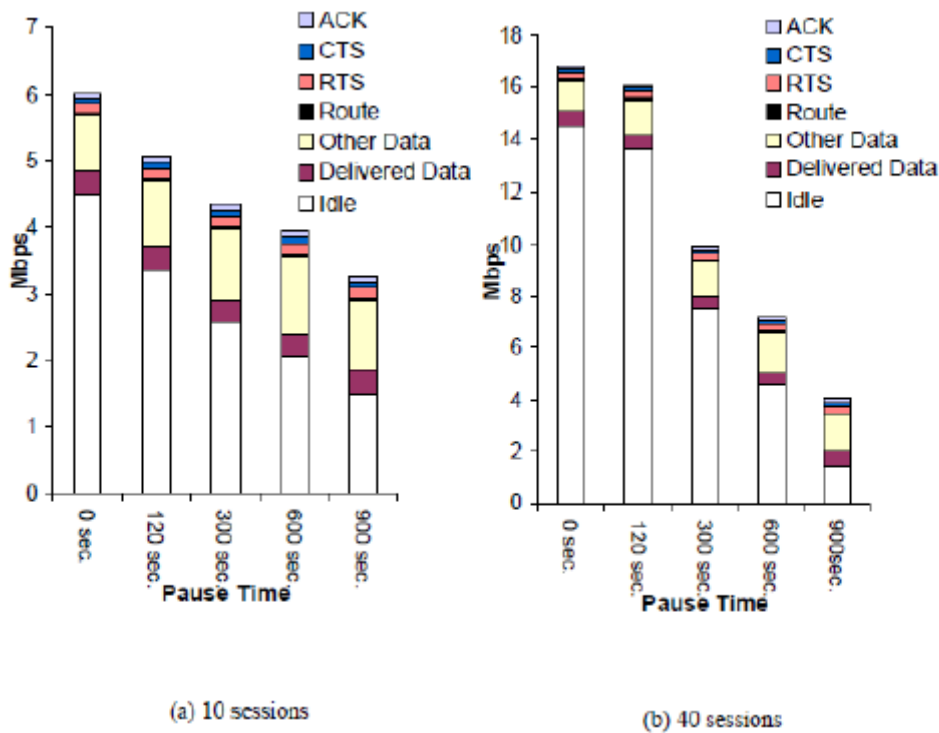


Σχήμα 4.8: Οι κόμβοι θα έπρεπε να είναι στις γωνίες για να υπολογίσουμε την μέγιστη πιθανή χωρητικότητα

Σε αυτό το εδάφιο, αναλύεται πόση χωρητικότητα χρησιμοποιείται από τα πρωτόκολλα υπό διαφορετικά σενάρια κίνησης και κινητικότητας. Τα αποτελέσματα βασίζονται σε στατιστικά προσομοίωσης. Οι κόμβοι καταναλώνουν το εύρος ζώνης

του δικτύου μεταδίδοντας διαφόρων τύπων πακέτα (δεδομένων, δρομολόγησης και ελέγχου όπως RTS, CTS και ACK). Σημειώνεται επίσης ότι μία διαδρομή k αλμάτων μίας r hrs συνεδρίας καταναλώνει kr hrs εύρους ζώνης, καθώς το εύρος ζώνης καταναλώνεται σε κάθε άλμα. Για να απεικονισθεί καλύτερα το ποσό της κατανάλωσης του εύρους ζώνης σε δίκτυα με πολλά άλματα, χρησιμοποιούμε δύο συνιστώσες:

- Μετάδοση του πακέτου δεδομένων στο τελευταίο του άλμα (Delivered Data).
- Όλες οι άλλες μεταδόσεις πακέτων δεδομένων που περιλαμβάνουν μεταδόσεις σε προηγούμενα βήματα (Other Data).



Σχήμα 4.9: Κατανομή της χωρητικότητας δικτύου με μεταβαλλόμενη κινητικότητα

Η τελευταία περιλαμβάνει και όλες τις μεταδόσεις των οποίων τα πακέτα δεν έφτασαν ποτέ στον αποδέκτη. Το εύρος ζώνης που χρησιμοποιείται στην κατηγορία Delivered Data προσδιορίζει αποτελεσματικά το throughput των εφαρμογών.

Το τμήμα της χωρητικότητας που δε χρησιμοποιείται για τη μετάδοση δεδομένων ονομάζεται **αδρανής** ή *αχρησιμοποίητη χωρητικότητα*. Η αδρανής χωρητικότητα αιτιολογεί τις αδρανείς περιόδους στο δίκτυο λόγω της έλλειψης πακέτων ή λόγω των περιόδων οπισθοχώρησης του MAC.

Η συνολική αξιοποίηση του δικτύου (η ποσότητα του εύρους ζώνης που χρησιμοποιείται από διάφορους τύπους μετάδοσης) δεν επηρεάζεται με την αλλαγή της κινητικότητας. Ωστόσο, η χωρητικότητα του δικτύου αυξάνεται με κινητικότητα μεγαλύτερου βαθμού αυξάνοντας έτσι και την αδρανή χωρητικότητα, η οποία κυμαίνεται μεταξύ 40% και 85% εξαρτώμενη από τις συνθήκες κίνησης και κινητικότητας. Η πιο σημαντική παρατήρηση εδώ είναι ότι το σύστημα αδυνατεί να ανταποκριθεί στην αύξηση της χωρητικότητας.

Παρατηρείται επίσης ότι το ποσοστό των πακέτων που δημιουργούνται από εφαρμογές CBR που παραδίδονται στον προορισμό τους δεν είναι υψηλό (60%-70% για 10 συνεδρίες και 20%-30% για 40 συνεδρίες). Αυτό δείχνει ότι η αδρανής χωρητικότητα δεν εμφανίζεται λόγω του χαμηλού ρυθμού μετάδοσης των πακέτων από τις εφαρμογές CBR. Στην πραγματικότητα, ο ρυθμός μετάδοσης που προσφέρεται είναι πολύ υψηλός ώστε να μπορέσει το δίκτυο να στείλει ένα σημαντικό αριθμό πακέτων ιδιαίτερα για τον μέγιστο αριθμό συνεδριών. Αυτή η αύξηση της αδρανούς χωρητικότητας οφείλεται κυρίως στην αυξημένη λανθάνουσα κατάσταση εύρεσης διαδρομής (route discovery latency) και των συχνών αστοχιών διαδρομής (route failures). Παρά το γεγονός ότι είναι διαθέσιμη περισσότερη χωρητικότητα, το πρωτόκολλο δρομολόγησης δεν είναι ικανό να συμβαδίσει με υψηλότερη κινητικότητα και μειώνει τα πακέτα που κινούνται όταν χάνονται μερικές διαδρομές. Ωστόσο, με συχνή κινητικότητα καθίσταται περισσότερο απίθανο να λάβουμε μήνυμα απάντησης σε μία αίτηση διαδρομής από κάποιον ενδιάμεσο κόμβο. Αυτό αυξάνει τη λανθάνουσα κατάσταση εύρεσης διαδρομής και έτσι τα πακέτα δεδομένων χρειάζονται να αποθηκευτούν προσωρινά για μεγάλα διαστήματα στην πηγή. Αυτό αυξάνει και την αδρανή περίοδο καθώς επίσης και την πιθανότητα να χάσουμε πακέτα λόγω της υπερχείλισης των buffer.

ΚΕΦΑΛΑΙΟ 5^ο

ΣΥΜΠΕΡΑΣΜΑΤΑ-ΠΡΟΤΑΣΕΙΣ

Συνοπτικά, για την έρευνα που παρουσιάσαμε μπορούμε να αναφέρουμε τα εξής. Οι Gupta και Kumar ανέλυσαν και υπολόγισαν την ανά κόμβο χωρητικότητα ενός ad hoc δικτύου. Κόμβοι οι οποίοι βρίσκονται αρκετά μακριά ο ένας από τον άλλο μπορούν να μεταδίδουν ταυτόχρονα. Η συνολική ποσότητα δεδομένων που μπορούν να μεταδοθούν ταυτόχρονα για ένα άλμα αυξάνεται γραμμικά ως προς τη συνολική έκταση που καταλαμβάνει το ad hoc δίκτυο. Αν η πυκνότητα των κόμβων είναι σταθερή, αυτό σημαίνει ότι η συνολική χωρητικότητα για ένα άλμα είναι της τάξης $O(n)$, όπου n ο συνολικός αριθμός των κόμβων. Ωστόσο, καθώς το δίκτυο μεγαλώνει, μπορούν ταυτόχρονα να αυξηθούν και τα άλματα μεταξύ των κόμβων ανάλογα με το πρότυπο επικοινωνίας που εφαρμόζεται. Θα ήταν αναμενόμενο το μέσο μήκος της διαδρομής να αυξάνεται ανάλογα με τη χωρική διάμετρο του δικτύου ή ισοδύναμα με την τετραγωνική ρίζα της περιοχής, δηλαδή $O(\sqrt{n})$. Σύμφωνα με αυτή την υπόθεση, η συνολική άκρο προς άκρο (end-to-end) χωρητικότητα είναι κατά προσέγγιση $O\left(\frac{n}{\sqrt{n}}\right)$, και η διαθέσιμη άκρο προς άκρο διεκπεραιωτική ικανότητα (end-to-end throughput) για κάθε κόμβο είναι $O\left(\frac{1}{\sqrt{n}}\right)$.

Ωστόσο, δεν είναι καθόλου ενθαρρυντικό το γεγονός ότι το διαθέσιμο throughput για κάθε κόμβο τείνει προς το μηδέν καθώς ο αριθμός των συνολικών κόμβων αυξάνεται. Με άλλα λόγια, τα μεγάλα ad hoc δίκτυα δεν είναι εύρωστα. Επιπλέον, αυτή η ανάλυση παραλείπει τους σταθερούς παράγοντες οι οποίοι ορίζουν πότε ένα συγκεκριμένο δίκτυο έχει ένα ωφέλιμο throughput ανά κόμβο.

Στην συνέχεια παρουσιάστηκε η επιρροή των διαφόρων μοντέλων κίνησης στη διαβάθμισή της ανά κόμβο χωρητικότητας. Επίσης, προσδιορίστηκε τη αλληλεπίδραση μεταξύ της ad hoc μετάδοσης και του 802.11 MAC με σκοπό να υπολογιστεί το throughput ανά κόμβο. Τέλος αναφέρθηκαν οι συνθήκες κατά τις οποίες η ανά κόμβο χωρητικότητα πιθανώς να μπορέσει να είναι κλιμακούμενη με την αύξηση του μεγέθους του ad hoc δικτύου.

Όπως φαίνεται από την παραπάνω ανάλυση η χωρητικότητα ενός δικτύου ad hoc αυξάνεται είτε με την αύξηση της κινητικότητας των κόμβων είτε με την αύξηση των συνεδριών. Μία λύση στο πρόβλημα της χωρητικότητας θα ήταν η δημιουργία ενός πιο δυναμικού πρωτοκόλλου δρομολόγησης το οποίο θα μπορούσε να χρησιμοποιεί αποτελεσματικά την επιπρόσθετη χωρητικότητα. Ένα παράδειγμα ενός τέτοιου πρωτοκόλλου θα μπορούσε να ήταν ένα πρωτόκολλο το οποίο έχοντας κάποια στρατηγική να «χάνει» πακέτα, όταν το πρωτόκολλο βλέπει ότι υπάρχει αχρησιμοποίητο ποσοστό χωρητικότητας αλλά δεν μπορεί να βρει άμεσα κάποιον προσπελάσιμο διάδρομο.

ΑΡΚΤΙΚΟΛΕΞΑ

UHF	Ultra High Frequency
LAN	Local Area Network
PDA	Personal Digital Assistant
MD5	Message-Digest Algorithm
IP	Internet Protocol
DHCP	Dynamic Host Configuration Protocol
QoS	Quality of Service
RF	Radio Frequency
SIR	Signal to Interference Ratio
RHS	Right Hand Side
LHS	Left Hand Side
CTS	Clear to Send
RTC	Request to Send
MAC	Media Access Control
ACK	Acknowledgement
RREP	Radio Reconnaissance Equipment Program
CBR	Constant bit Rate
bps	bits per second

ΒΙΒΛΙΟΓΡΑΦΙΑ

- [1] S. Corson and J. Macker. (1999). Mobile Ad hoc Networking (MANET): Routing Protocol Performance Issues and Evaluation Considerations. RFC 2501.
- [2] Ritu Chadha, Latha Kant. (2007). Policy-Driven Mobile Ad hoc Network Management. Introduction (pp. 1-24). United States: John Wiley & Sons, Inc.
- [4] N. Gupta and S. R. Das. (2001) A capacity and utilization study of mobile ad hoc networks. Proc. 26th Annual Conference on Local Computer Networks. (pp. 576–583).
- [5] Jinyang Li, Charles Blake, Douglas S. J. DeCouto, Hu Imm Lee, and Robert Morris. (2001). Capacity of ad hoc wireless networks. Proceedings of the ACM/IEEE International Conference on Mobile Computing and Networking (MobiCom). ACM Press.
- [6] M. Grossglauser and D. Tse. (2002). Mobility increases the capacity of ad-hoc wireless networks. IEEE/ACM Transactions on Networking, vol. 10, no. 4.
- [7] Christian Maihöfer, Tim Leinmüller and Reinhold Eberhardt. (2005). Improving the Usable Capacity of Ad Hoc Networks. Kommunikation in Verteilten Systemen (KiVS). (pp. 154-165). Springer Berlin Heidelberg.
- [8] P. Gupta and P. R. Kumar. (2000). The Capacity of Wireless Networks. IEEE Transactions on Information Theory, 46(2):388–404.
- [9] Azzedine Boukerche. (2009). Algorithms and protocols for wireless and mobile ad hoc networks. Algorithms for mobile ad hoc networks. (pp.1-20). United States: John Wiley & Sons, Inc.
- [10] J. D. Gibson, The Mobile Communications Handbook. New York: IEEE Press, 1999.

- [11]J. C. Haartsen, “The Bluetooth radio system,” *IEEE Personal Communications*, vol. 7, no. 1, pp. 28-36, Feb. 2000.
- [12]K. J. Negus, A. P. Stephens, and J. Lansford, “HomeRF: Wireless networking for the connected home,” *IEEE Personal Communications*, vol. 7, no. 1, pp. 20-27, Feb. 2000.
- [13]F. H. Eskali, K. F. Petty, and P. P. Variaya, “Dynamic channel allocation for vehicle-to-vehicle communication in automated highway systems,” in *Proceedings of IEEE Conference on Intelligent Transportation System*, 1997, pp. 58-63.
- [14]N. Bambos, S. Chen, and G. Pottie, “Radio link admission algorithms for wireless networks with power control and active link quality protection,” in *Proceedings of IEEE INFO COM*, Boston, MA, 1996.
- [15]S. Ulukus and R. Yates, “Stochastic power control for cellular radio systems,” *IEEE Transactions on Communication*, vol. 46, no. 6, pp. 784-798, 1998.
- [16]R. Gallager, “A perspective on multi-access channels,” *IEEE Transactions on Information Theory (Special Issue on Random Access Communications)*, vol. IT-31, no. 2, pp. 124-142, March 1985.
- [17]P. Karn, “MACA - A new channel access method for packet radio,” in *Proceedings of the 9th Computer Networking Conference*, September 1990, pp. 134-140.
- [18]V. Bharghavan, A. Demers, S. Shenkar, and L. Zhang, “MACAW: a media access protocol for wireless LANs,” in *Proceedings of the SIGCOMM '94 Conference on Communications Architectures, Protocols and Applications*, August 1994, pp. 212-225.

[19] Wireless LAN medium access control (MAC) and physical layer (PHY) specifications, IEEE Standard 802.11-1997, IEEE Computer Society LAN MAN Standards Committee, 1997.

[20] S. Ramanathan and M. Steenstrup, "A survey of routing techniques for mobile communication networks," *Mobile Networks and Applications*, vol. 1, no. 2, pp. 89-104, 1996.

[21] B. Bollobas, *Random Graphs*. Orlando, FL: Academic Press, 1985.

[22] P. Hall, *Introduction to the Theory of Coverage Processes*. New York: Wiley, 1988.

[23] H. Kesten, *Percolation Theory for Mathematicians*. Boston: Birkhauser, 1982.