



ΕΘΝΙΚΟ ΜΕΤΣΟΒΙΟ ΠΟΛΥΤΕΧΝΕΙΟ

ΣΧΟΛΗ ΗΛΕΚΤΡΟΛΟΓΩΝ ΜΗΧΑΝΙΚΩΝ ΚΑΙ ΜΗΧΑΝΙΚΩΝ ΥΠΟΛΟΓΙΣΤΩΝ  
ΤΟΜΕΑΣ ΕΠΙΚΟΙΝΩΝΙΩΝ, ΗΛΕΚΤΡΟΝΙΚΗΣ ΚΑΙ ΣΥΣΤΗΜΑΤΩΝ ΠΛΗΡΟΦΟΡΙΚΗΣ

Διαστρωματικές Τεχνικές Ελέγχου Τοπολογίας  
για Αποδοτική Ανάθεση Πόρων σε Ασύρματα  
Αυτοργανούμενα Δίκτυα

ΔΙΠΛΩΜΑΤΙΚΗ ΕΡΓΑΣΙΑ

του

ΑΛΕΞΑΝΔΡΟΥ Κ. ΜΑΝΩΛΑΚΟΥ

Επιβλέπων: Συμεών Παπαβασιλείου  
Αναπληρωτής Καθηγητής Ε.Μ.Π.

ΕΡΓΑΣΤΗΡΙΟ ΔΙΑΧΕΙΡΙΣΗΣ ΚΑΙ ΒΕΛΤΙΣΤΟΥ ΣΧΕΔΙΑΣΜΟΥ ΔΙΚΤΥΩΝ ΤΗΛΕΜΑΤΙΚΗΣ  
(NETMODE)

Αθήνα, Ιούλιος 2010





Εθνικό Μετσόβιο Πολυτεχνείο  
Σχολή Ηλεκτρολόγων Μηχανικών και Μηχανικών Υπολογιστών  
Τομέας Επικοινωνιών, Ηλεκτρονικής και Συστημάτων Πληροφορικής  
Εργαστήριο Διαχείρισης και Βέλτιστου Σχεδιασμού Δικτύων Τηλεματικής  
(NETMODE)

# Διαστρωματικές Τεχνικές Ελέγχου Τοπολογίας για Αποδοτική Ανάθεση Πόρων σε Ασύρματα Αυτοργανούμενα Δίκτυα

## ΔΙΠΛΩΜΑΤΙΚΗ ΕΡΓΑΣΙΑ

του

**ΑΛΕΞΑΝΔΡΟΥ Κ. ΜΑΝΩΛΑΚΟΥ**

**Επιβλέπων:** Συμεών Παπαβασιλείου  
Αναπληρωτής Καθηγητής Ε.Μ.Π.

Εγκρίθηκε από την τριμελή εξεταστική επιτροπή την 5η Ιουλίου 2010.

(Υπογραφή)

(Υπογραφή)

(Υπογραφή)

.....  
Σ. Παπαβασιλείου

.....  
Β. Μάγκλαρης  
Καθηγητής Ε.Μ.Π.

.....  
Μ. Θεολόγου  
Καθηγητής Ε.Μ.Π.

Αθήνα, Ιούλιος 2010





Εθνικό Μετσόβιο Πολυτεχνείο  
Σχολή Ηλεκτρολόγων Μηχανικών και Μηχανικών Υπολογιστών  
Τομέας Επικοινωνιών, Ηλεκτρονικής και Συστημάτων Πληροφορικής  
Εργαστήριο Διαχείρισης και Βέλτιστου Σχεδιασμού Δικτύων Τηλεματικής  
(NETMODE)

Copyright ©–All rights reserved Αλέξανδρος Κ. Μανωλάκος.

Με επιφύλαξη παντός δικαιώματος.

Απαγορεύεται η αντιγραφή, αποθήκευση και διανομή της παρούσας εργασίας, εξ' ολοκλήρου ή τμήματος αυτής, για εμπορικό σκοπό. Επιτρέπεται η ανατύπωση, αποθήκευση και διανομή για σκοπό μη κερδοσκοπικό, εκπαιδευτικής ή ερευνητικής φύσης, υπό την προϋπόθεση να αναφέρεται η πηγή προέλευσης και να διατηρείται το παρόν μήνυμα. Ερωτήματα που αφορούν στη χρήση της εργασίας για κερδοσκοπικό σκοπό πρέπει να απευθύνονται προς τον συγγραφέα.

(Υπογραφή)

.....  
**ΑΛΕΞΑΝΔΡΟΣ Κ. ΜΑΝΩΛΑΚΟΣ**

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

© 2010 – All rights reserved



# Ευχαριστίες

Θα ήθελα καταρχήν να ευχαριστήσω όλους όσους συνέβαλαν με οποιονδήποτε τρόπο στην επιτυχή εκπόνηση αυτής της διπλωματικής εργασίας. Θα πρέπει να ευχαριστήσω θερμά τον καθηγητή κ. Συμεών Παπαβασιλείου για την επίβλεψη αυτής της διπλωματικής εργασίας και για την ευκαιρία που μου έδωσε να την εκπονήσω στο εργαστήριο Διαχείρισης και Βέλτιστου Σχεδιασμού Δικτύων Τηλεματικής (NETMODE). Ήταν πάντα διαθέσιμος να μου προσφέρει τις γνώσεις και την εμπειρία του για τη βαθύτερη κατανόηση της περιοχής των ασύρματων Ad Hoc δικτύων και τις συμβουλές του για την, ολοκληρωμένη πλέον, διαδικασία αιτήσεων για τη συνέχιση των σπουδών μου στις Η.Π.Α.

Στη συνέχεια, ευχαριστώ ιδιαίτερα τον διδάκτορα κ. Βασίλη Καρυώτη για την εξαιρετική συνεργασία που είχαμε, και ελπίζω πραγματικά να συνεχίσουμε να έχουμε στο μέλλον. Μέσα στον τελευταίο χρόνο ήταν πάντα διαθέσιμος να ασχοληθεί με κάθε απορία μου σχετική με ακαδημαϊκά ζητήματα, εντός και εκτός των πλαισίων της παρούσας εργασίας και με κάθε δισταγμό μου, όσο ασήμαντος και να ήταν, για τα επόμενα βήματα των σπουδών μου. Τον ευχαριστώ θερμά για τις ιδέες που μου προσέφερε καθ' όλη τη διάρκεια εκπόνησης αυτής της εργασίας και για όλες τις ερευνητικές συζητήσεις που πραγματοποιήθηκαν μέσα στα πλαίσια της ομάδας μελέτης που ο ίδιος επέβλεπε.

Έπειτα, θα ήθελα να ευχαριστώ τους καθηγητές της σχολής ΗΜΜΥ του Εθνικού Μετσόβιου Πολυτεχνείου που με καθοδήγησαν τα τελευταία πέντε χρόνια στο πολύ ενδιαφέρον και ευρύ αντικείμενο του ηλεκτρολόγου μηχανικού και μου προσέφεραν, χωρίς ενδοιασμούς, τις συστατικές τους επιστολές. Ιδιαίτερη μνεία πρέπει να γίνει στον καθηγητή κ. Πέτρο Μαργακό, ο οποίος με εισήγαγε στο ευρύ πεδίο των σημάτων και συστημάτων και της ψηφιακής επεξεργασίας σήματος, και στον καθηγητή κ. Παναγιώτη Κωττή που μου δίδαξε βασικότερα κεφάλαια των τηλεπικοινωνιών και των ασύρματων συστημάτων.

Σε αυτό το σημείο θέλω να αναφέρω ανθρώπους, εκτός του στενού ακαδημαϊκού περιβάλλοντος, που υπήρξαν σημαντικοί πόλοι στη ζωή μου, προσδίδοντας την απαιτούμενη ισορροπία. Θέλω αρχικά να ευχαριστήσω τη σχολική μου παρέα, που ήταν, και ελπίζω να είναι δίπλα μου και στο μέλλον, παρά τη μεγάλη απόσταση που θα μας χωρίζει. Έπειτα, θα ήθελα να ευχαριστήσω τους φίλους και τις φίλες των φοιτητικών μου χρόνων, που έκαναν τα χρόνια αυτά μία πραγματικά αξέχαστη εμπειρία. Βέβαια, το μεγαλύτερο ευχαριστώ το οφείλω στους γονείς μου, των οποίων η πίστη στις δυνατότητες μου αποτέλεσε αρωγός σε όλους τους στόχους και τα όνειρά μου, και οι οποίοι με ανέθρεψαν σε ένα ειδυλλιακό περιβάλλον χωρίς καμία στέρηση. Την παρούσα εργασία την αφιερώνω στην αδελφή μου Ναυσικά.





# Περίληψη

Τα ασύρματα αυτοργανούμενα δίκτυα, ή αλλιώς Ad Hoc δίκτυα, αποτελούν μία από τις πιο δραστήριες ερευνητικές περιοχές δικτύων τα τελευταία χρόνια. Παρά το γεγονός ότι η ανάπτυξη τους ξεκίνησε τη δεκαετία του 1970, σήμερα υπάρχουν πολλά ακόμα ανοικτά ζητήματα, τόσο θεωρητικά όσο και πρακτικά, που απαιτούν λύση ώστε τα Ad Hoc δίκτυα να αποτελέσουν μία ώριμη τεχνολογία και να αξιοποιηθούν σε ευρεία εμπορική κλίμακα.

Στο μεγαλύτερο μέρος αυτής της εργασίας περιοριζόμαστε στη μελέτη και κατανόηση της έννοιας του Ελέγχου Τοπολογίας (Topology Control) στα αυτοργανούμενα δίκτυα μέσα στο πλαίσιο της Διαστρωματικής Σχεδίασης Δικτύων (Cross-Layer Design). Αναλυτικότερα, ο Έλεγχος Τοπολογίας έχει προταθεί από πολλές ερευνητικές ομάδες ως ένας αποδοτικός τρόπος ανάθεσης πόρων σε Ad Hoc δίκτυα, καθώς έχει ως στόχο να προσδώσει στην τοπολογία του δικτύου διάφορες επιθυμητές ιδιότητες, με απώτερο σκοπό την αύξηση της χωρητικότητας του δικτύου και τη μείωση των ενεργειακών αναγκών του.

Στα πλαίσια της παρούσας εργασίας, προτείνονται δύο διαφορετικοί διαστρωματικοί αλγόριθμοι Ελέγχου Τοπολογίας, ο *Nearest Random Neighbors (NRN)* και ο *Physical Topology Control (PTC)* αλγόριθμος, η λειτουργία των οποίων διαφοροποιείται σημαντικά τόσο στις πληροφορίες που απαιτούν για την εκτέλεση τους και στη θέση τους στη στοίβα πρωτοκόλλων, όσο και στο μαθηματικό τους υπόβαθρο.

Από τη μία ο *NRN* αλγόριθμος είναι ένας υπολογιστικά ελαφρύς, αποκεντρωμένος και ασύγχρονος μηχανισμός Ελέγχου Τοπολογίας που λειτουργεί ανάμεσα στο Επίπεδο Δικτύου και στο Επίπεδο Ζεύξης Δεδομένων της στοίβας πρωτοκόλλων. Παρά το γεγονός ότι δεν εγγυάται την συνδεσιμότητα στη γενική περίπτωση, σχεδιάστηκε με στόχο την αύξηση των ποσοστών συνδεσιμότητας αυτοργανούμενων δικτύων στα οποία οι κόμβοι δεν είναι ομοιόμορφα συνδεδεμένοι.

Από την άλλη ο *PTC* αλγόριθμος αποτελεί ένα παιχνίδι, με την έννοια που δίνεται στη Θεωρία Παιγνίων, και αξιοποιεί ένα σύνολο από πληροφορίες που είναι πιθανώς διαθέσιμες σε έναν κόμβο ενός αυτοργανούμενου δικτύου. Αυτές οι πληροφορίες είναι η ποιότητα των ζεύξεων, η στάθμη της ισχύος εκπομπής και η μερική γνώση της τοπολογίας δικτύου σε απόσταση λίγων βημάτων. Συνεπώς, ο *PTC* είναι ένας διαστρωματικός αλγόριθμος Ελέγχου Τοπολογίας ο οποίος συνδέει τα τρία κατώτερα επίπεδα της στοίβας πρωτοκόλλων. Μέσα από τη μελέτη και ανάλυση αυτού του παιχνιδιού γίνονται εμφανείς ορισμένες μεγάλες προκλήσεις των αυτοργανούμενων δικτύων, όπως η πολυπλοκότητα μηνυμάτων, η σημασία της τοπικής δικτυακής γνώσης και η πολυπλοκότητα του Φυσικού Επιπέδου της στοίβας πρωτοκόλλων

στη σχεδίαση των επιθυμητών μηχανισμών και αλγορίθμων. Τέλος, στο τελευταίο κεφάλαιο της εργασίας, επιχειρούνται οι πρώτες προεκτάσεις των προηγούμενων ιδεών, στις οποίες βασίστηκε ο *PTC* αλγόριθμος, στα γνωστικά δίκτυα (Cognitive Radios).

## Λέξεις Κλειδιά

Αυτοργανούμενα Δίκτυα, Έλεγχος Τοπολογίας, Θεωρία Παιγνίων, Διαστρωματική Σχεδίαση Δικτύων, Στοχαστικές Διαδικασίες Σημείων

# Abstract

Ad Hoc networks have emerged lately as one of the most vivid research areas in computer and communication networks. Even though their study started in the 1970s, today several problems of theoretical or practical nature remain open. These problems require solution, in order to realize commercially efficient and robust Ad Hoc networks that allow offering real-time services and increased end-to-end performance.

In this diploma thesis we focus our analysis on the study of Topology Control in Ad Hoc networks under the notion of Cross-Layer Network Design. Topology Control has been repeatedly proposed, by several research groups, as a highly efficient technique for resource allocation in Ad Hoc networks. Topology Control aspires to create a network topology with several desirable characteristics, so as to increase network capacity and decrease energy consumption.

In this work we propose two Cross-Layer Topology Control algorithms, namely *Nearest Random Neighbors (NRN)* and *Physical Topology Control (PTC)*, whose functionality differs significantly, not only on the information that they require and their position in the protocol stack of Ad Hoc networks, but also on their mathematical treatment.

On the one hand, the *NRN* algorithm is a light, simple, asynchronous and decentralized Topology Control algorithm that works between the Network Layer and the Media Access Control Layer in the protocol stack. Even though it does not guarantee connectivity of the induced Ad Hoc network in the general case, it is designed to increase the percentages of connectivity when the nodes of the Ad Hoc Network are not distributed uniformly.

On the other hand, the *PTC* algorithm is a game, formally defined in the Game Theory framework. It uses information obtained from the three lower Layers of the Protocol Stack. More precisely, the *PTC* algorithm uses the quality of the links, from the Physical Layer, the one-hop neighbors, from the *MAC* Layer, and the  $k$ -hop neighborhood information of each node from the Network Layer. Therefore, the *PTC* algorithm is a Cross-Layer Topology Control algorithm which requires only local knowledge. Through the study and the analysis of this algorithm, it becomes evident that Ad Hoc networks face some very important challenges, such as message complexity, local versus global information and the complexity of the Physical Layer in the design of desirable mechanisms and algorithms.

In the final section of this thesis, we present directions for future work. Based on the ideas previously mentioned, we mainly focus on and offer guidelines for the extension of

the proposed approaches in Cognitive Radios.

## **Keywords**

Ad hoc Networks, Topology Control, Game Theory, Cross-Layer Network Design, Stochastic Point Processes

# Περιεχόμενα

Ευχαριστίες	1
Περίληψη	3
Abstract	5
Περιεχόμενα	9
Κατάλογος Σχημάτων	13
Κατάλογος Πινάκων	15
<b>1 Εισαγωγή</b>	<b>17</b>
1.1 Συμβολή Διπλωματικής Εργασίας	18
1.2 Οργάνωση Τόμου	19
<b>2 Ασύρματα Αυτοργανούμενα (Ad Hoc) Δίκτυα</b>	<b>21</b>
2.1 Ορισμός - Ιδιότητες Ασύρματων Ad Hoc Δικτύων	21
2.2 Προκλήσεις Ασύρματων Ad Hoc Δικτύων	22
2.3 Μοντελοποίηση Ασύρματων Ad Hoc Δικτύων	23
2.3.1 Το Ασύρματο Κανάλι - Απλό Εκθετικό Μοντέλο Απωλειών Διάδοσης	23
2.3.2 Μοντέλο Επιπέδου Δικτύου (Network Layer Model)	24
2.3.3 Μοντέλο Φυσικού Επιπέδου (Physical Layer Model)	24
2.3.4 Γράφοι Ασύρματων Ad Hoc Δικτύων	25
2.3.4.1 Γράφος Συνδεσιμότητας	25
2.3.4.2 Γράφος Επικοινωνίας	26
<b>3 Έλεγχος Τοπολογίας Ad Hoc Δικτύων</b>	<b>27</b>
3.1 Ορισμός Ελέγχου Τοπολογίας	27
3.2 Στόχοι Ελέγχου Τοπολογίας	28
3.2.1 Συνδεσιμότητα	29
3.2.1.1 Ισχυρή Συνδεσιμότητα	29
3.2.1.2 Ασθενής Συνδεσιμότητα	30

3.2.2	Ενεργειακή Εξοικονόμηση . . . . .	30
3.2.2.1	Εξοικονόμηση Ενέργειας Τριγωνικής Ανισότητας . . . . .	31
3.2.2.2	Πολυβηματική Εξοικονόμηση Ενέργειας . . . . .	32
3.2.3	Χωρική Επαναχρησιμοποίηση . . . . .	35
3.3	Κρίσιμη Ακτίνα Εκπομπής . . . . .	36
3.3.1	Φαινόμενο Γιγαντιαίου Υπογράφου - Giant Component Phenomenon (GCP) . . . . .	37
3.3.1.1	GCP στο Μοντέλο Επιπέδου Δικτύου . . . . .	37
3.3.1.2	GCP στο Μοντέλο Φυσικού Επιπέδου . . . . .	38
3.4	Ταξινόμηση Μηχανισμών Ελέγχου Τοπολογίας . . . . .	39
3.5	Έλεγχος Τοπολογίας και η Στοιβα Πρωτοκόλλων . . . . .	41
3.6	Κατευθυντήριες Γράμμες για το Σχεδιασμό Αλγόριθμου <i>TC</i> . . . . .	43
<b>4</b>	<b>Νέος <i>TC</i> Αλγόριθμος στο Επίπεδο Δικτύου: <i>NRN</i></b> . . . . .	<b>45</b>
4.1	Εισαγωγικές Έννοιες . . . . .	45
4.1.1	Βαθμός Κόμβου - Node Degree . . . . .	45
4.1.2	Συνδεσιμότητα με Υψηλή Πιθανότητα . . . . .	46
4.2	<i>K-Neigh</i> Αλγόριθμος . . . . .	47
4.3	<i>NRN</i> Αλγόριθμος . . . . .	49
4.3.1	Επίδραση της Μη-ομοιόμορφης Τοπολογίας . . . . .	50
4.3.1.1	Δισδιάστατες και Τρισδιάστατες Τοπολογίες . . . . .	52
4.3.2	Περιγραφή του <i>NRN</i> Αλγόριθμου . . . . .	53
4.3.2.1	Βασικός <i>NRN</i> Αλγόριθμος . . . . .	53
4.3.2.2	Ανάλυση <i>NRN</i> Τοπολογιών . . . . .	55
4.3.2.3	Enhanced <i>NRN</i> (e- <i>NRN</i> ) Αλγόριθμος . . . . .	60
4.3.3	Προσομοιώσεις - Αποτελέσματα . . . . .	61
4.3.3.1	Επίδοση του <i>NRN</i> Αλγόριθμου . . . . .	61
4.3.3.2	Σύγκριση e- <i>NRN</i> με <i>K-Neigh</i> . . . . .	64
4.3.3.3	Εκτίμηση Παραμέτρου $d_{min}$ . . . . .	64
<b>5</b>	<b>Στοιχεία Θεωρίας Παιγνίων (Game Theory)</b> . . . . .	<b>71</b>
5.1	Βασικά Στοιχεία Θεωρίας Παιγνίων . . . . .	71
5.1.1	Χρονική Διάταξη Αποφάσεων . . . . .	72
5.1.2	Κανονική Μορφή Παιχνιδιών . . . . .	73
5.2	Ισορροπία Nash . . . . .	73
5.3	Βασικό Θεώρημα Ύπαρξης Ισορροπίας Nash . . . . .	74
5.4	Κατηγορίες Δυναμικής Λήψης Απόφασης - Classes of Decision Dynamics . . . . .	76
5.5	Παιχνίδια Δυναμικού - Potential Games . . . . .	77
5.6	Pareto Optimality . . . . .	78

<b>6</b>	<b>Διαστρωματικός Αλγόριθμος <i>PTC</i></b>	<b>79</b>
6.1	Σχετικές Ερευνητικές Εργασίες . . . . .	79
6.2	Μαθηματικό Μοντέλο . . . . .	80
6.2.1	Συμβολισμός . . . . .	80
6.2.2	Το <i>PTC</i> Παιχνίδι . . . . .	80
6.2.2.1	Βασικές Υποθέσεις . . . . .	80
6.2.2.2	Συνάρτηση Χρησιμοποίησης . . . . .	81
6.2.2.3	Έλεγχος Διατήρησης Συνδεσιμότητας . . . . .	86
6.2.2.4	Κανόνες Απόφασης $D_i^R$ . . . . .	87
6.3	Ανάλυση Παιχνιδιού . . . . .	87
6.4	Δικαιοσύνη στο <i>PTC</i> παιχνίδι . . . . .	92
6.5	Pricing στο <i>PTC</i> παιχνίδι . . . . .	93
6.6	Προσομοιώσεις - Αποτελέσματα . . . . .	93
6.6.1	Πρώτο Σενάριο Προσομοίωσης . . . . .	94
6.6.2	Δεύτερο Σενάριο Προσομοίωσης . . . . .	98
6.6.3	Τρίτο Σενάριο Προσομοίωσης . . . . .	100
6.6.3.1	Πρώτο Μέρος . . . . .	100
6.6.3.2	Δεύτερο Μέρος . . . . .	102
6.6.4	Τέταρτο Σενάριο Προσομοίωσης . . . . .	103
<b>7</b>	<b>Έργο σε Εξέλιξη - Συμπεράσματα - Μελλοντικές Προεκτάσεις</b>	<b>105</b>
7.1	Τρέχουσα Εργασία - Cognitive <i>PTC</i> Approach . . . . .	105
7.1.1	Γνωστικά Ασύρματα Δίκτυα . . . . .	105
7.1.2	Μαθηματικό Μοντέλο του <i>CPTC</i> . . . . .	106
7.1.3	Ανάλυση Ισορροπίας του <i>CPTC</i> . . . . .	107
7.2	Συμπεράσματα . . . . .	108
7.3	Μελλοντικές Προεκτάσεις . . . . .	109
	<b>Βιβλιογραφία</b>	<b>112</b>





# Κατάλογος Σχημάτων

2.1	Σχηματικό παράδειγμα τυπικού Ad Hoc δικτύου. . . . .	22
3.1	Παράδειγμα εφαρμογής <i>TC</i> αλγόριθμου σε ένα Ad Hoc δίκτυο. . . . .	28
3.2	Παράδειγμα τοποθέτησης κόμβων στο οποίο τουλάχιστον ένας κόμβος (εδώ ο κόμβος $u$ ) έχει $n - 1$ γείτονες. . . . .	30
3.3	Επικοινωνία μέσω βοηθητικού ( <i>relay</i> ) κόμβου. Ο κόμβος $u$ στέλνει στον κόμβο $v$ χρησιμοποιώντας ως ενδιάμεσο βήμα τον κόμβο $w$ . . . . .	32
3.4	Γράφος Επικοινωνίας πριν και μετά την Εκτέλεση του <i>TC</i> αλγόριθμου στον κόμβο 1. . . . .	33
3.5	Αύξηση της χωρικής επαναχρησιμοποίησης με τη μείωση της ισχύος εκπομπής των κόμβων $B$ και $C$ . . . . .	35
3.6	Το <i>LC</i> έχει μεγάλες τιμές ακόμα και όταν η ακτίνα εκπομπής είναι πολύ μικρότερη από την <i>CTR</i> ακτίνα. Αντίθετα, το <i>Conn</i> αργεί να αυξηθεί, αλλά από μία τιμή ακτίνας και μετά αυξάνεται πολύ γρήγορα. Η τελευταία παρατήρηση είναι γνωστή και ως Φαινόμενο Κατωφλίου (Threshold Phenomenon). . . . .	38
3.7	Ταξινόμηση των διαφόρων μηχανισμών Ελέγχου Τοπολογίας. . . . .	40
3.8	Γραφική απεικόνιση των 7 στρωμάτων του <i>OSI</i> [27]. . . . .	41
3.9	Έλεγχος Τοπολογίας ανάμεσα στα επίπεδα 2 και 3 της στοίβας πρωτοκόλλων. . . . .	41
3.10	Έλεγχος Τοπολογίας μεταξύ και των τριών κατώτερων δικτυακών επιπέδων. . . . .	42
4.1	Γραφική απεικόνιση πλεονάζουσας ακμής. . . . .	49
4.2	Συνάρτηση πυκνότητα πιθανότητας της $\beta(X_\alpha, X_\beta)$ κατανομής για διάφορες τιμές των παραμέτρων της. Στο παραπάνω διάγραμμα $\alpha = X_\alpha$ και $\beta = X_\beta$ . . . . .	51
4.3	Εξάρτηση της συνδεσιμότητας στον <i>K-Neigh</i> αλγόριθμο από τις τιμές των παραμέτρων $X_\alpha, X_\beta$ της $\beta$ κατανομής. Θεωρούμε ότι $X_\alpha = X_\beta$ . . . . .	52
4.4	Επιλογή της ελάχιστης τιμής της παραμέτρου $K$ στον αλγόριθμο <i>K-Neigh</i> που εγγυάται 95% ποσοστό συνδεσιμότητας σε 4 διαφορετικές κατανομές τοποθέτησης κόμβων. Οι όροι <i>2D, 3D</i> αναφέρονται σε τοπολογίες δύο και τριών διαστάσεων και οι $\beta(2, 2), U(0, 1)$ στην $\beta$ και ομοιόμορφη κατανομή αντίστοιχα. . . . .	53
4.5	Γραφικό παράδειγμα εφαρμογής των δύο αλγόριθμων <i>K-Neigh</i> και <i>NRN</i> σε ένα γράφο επικοινωνίας με $n = 50$ κόμβους τοποθετημένους με κατανομή $\beta(2, 2)$ . (Αρχικός, <i>K-Neigh</i> , <i>NRN</i> γράφος από πάνω προς τα κάτω). . . . .	56

4.6	Γραφικό παράδειγμα εφαρμογής των δύο αλγόριθμων <i>K-Neigh</i> και <i>NRN</i> σε ένα γράφο επικοινωνίας με $n = 200$ κόμβους τοποθετημένους με κατανομή $\beta(2, 2)$ . (Αρχικός, <i>K-Neigh</i> , <i>NRN</i> γράφος από πάνω προς τα κάτω). . . . .	57
4.7	Γραφικό παράδειγμα εφαρμογής των δύο αλγόριθμων <i>K-Neigh</i> και <i>NRN</i> σε ένα γράφο επικοινωνίας με $n = 100$ κόμβους τοποθετημένους με κατανομή $\beta(2, 2)$ σε <i>manhattan</i> τετράγωνο. (Αρχικός, <i>K-Neigh</i> , <i>NRN</i> γράφος από πάνω προς τα κάτω). . . . .	58
4.8	Ποσοστά συνδεσιμότητας του βασικού <i>NRN</i> αλγόριθμου σε αραιά και πυκνά δίκτυα. . . . .	63
4.9	Μέση τιμή φυσικού βαθμού κόμβων στο αρχικό και στο επαγόμενο δίκτυο στην ομοιόμορφα κατανεμημένη περιοχή δικτύου $[0, 1]^2$ . . . . .	63
4.10	Σύγκριση του e-NRN και του <i>K-Neigh</i> στην ομοιόμορφη περιοχή δικτύου $[0, 1]^2$ . . . . .	65
4.11	Σύγκριση του e-NRN και του <i>K-Neigh</i> στην περιοχή δικτύου $[0, 1]^2$ ακολουθώντας την κατανομή $\beta(2, 2)$ . . . . .	66
4.12	Σύγκριση του e-NRN και του <i>K-Neigh</i> στην ομοιόμορφη περιοχή δικτύου $[0, 1]^3$ . . . . .	67
4.13	Σύγκριση του e-NRN και του <i>K-Neigh</i> στην περιοχή δικτύου $[0, 1]^3$ ακολουθώντας την κατανομή $\beta(2, 2)$ . . . . .	68
4.14	Επιλογή της παραμέτρου $d_{\min}$ στον αλγόριθμο e-NRN ώστε να εξασφαλίζεται ποσοστό συνδεσιμότητας περισσότερο από 95% σε τέσσερις διαφορετικές τοπολογίες. . . . .	69
5.1	Στο Σχήμα 5.1(α') και 5.1(β') φαίνονται δύο quasi-concave συναρτήσεις, ενώ στο 5.1(γ') μία που δεν είναι. . . . .	76
6.1	Σχέση <i>FSR</i> με το <i>SINR</i> για δύο σχήματα διαμόρφωσης. Οι περιπτώσεις $f(\gamma)$ αντιστοιχούν στις συναρτήσεις του Πίνακα 6.2 ενώ οι υπόλοιπες προέρχονται από αποτελέσματα προσομοιώσεων. ([12]) . . . . .	83
6.2	Παραδείγματα σιγμοειδών συναρτήσεων. Η τιμή του $b$ καθορίζει το κατώφλι και η τιμή του $a$ την ταχύτητα μεταβολής γύρω από το κατώφλι. . . . .	83
6.3	Γραφικά παραδείγματα έξι συναρτήσεων χρησιμοποίησης $u_i^{(A)}$ . Είναι φανερό ότι οι συναρτήσεις στη γενική περίπτωση μπορεί να μην είναι ούτε συνεχείς. . . . .	85
6.4	Παράδειγμα αυτοργανούμενου δικτύου στο οποίο φαίνεται ότι το αντίστροφο του λήμματος 6.1 δεν ισχύει. . . . .	86
6.5	Γραφικές Παραστάσεις αποτελεσμάτων πρώτου σεναρίου. . . . .	94
6.6	Γραφικές Παραστάσεις αποτελεσμάτων πρώτου σεναρίου ( $L = 5$ ). . . . .	96
6.7	Γραφικές Παραστάσεις αποτελεσμάτων πρώτου σεναρίου ( $L = 20$ ). . . . .	97
6.8	Τιμή Ισορροπίας Nash των ποσοτήτων επίδοσης καθώς η τοπική γνώση των κόμβων αυξάνεται για $N = 20$ και $N = 50$ . . . . .	99
6.9	Σύγκριση των συναρτήσεων χρησιμοποίησης σε ένα παιχνίδι <i>PTC</i> . . . . .	101
6.10	Αποτελέσματα σύνδεσης των $u_i^{(B)}$ , $u_i^{(P)}$ συναρτήσεων χρησιμοποίησης. . . . .	102
6.11	Αποτελέσματα τέταρτου σεναρίου προσομοίωσης. Οι κόμβοι μειώνουν την ισχύ τους και αυξάνουν την ποιότητα των ζεύξεών τους ανισομερώς. . . . .	104

---

7.1 Ο νέος χώρος ενεργειών (Action Space) του *CPTC* παιχνιδιού. . . . . 107



# Κατάλογος Πινάκων

4.1	Τιμές των $R_{\max}^n$ για τις $U(0,1)$ , $\beta(2,2)$ και $\beta(3,3)$ κατανομές σε περιοχή εγκατάστασης $[0,1]^2$ . . . . .	61
4.2	Τιμές των $R_{\max}^n$ για τις $U(0,1)$ και $\beta(2,2)$ κατανομές σε περιοχή εγκατάστασης $[0,1]^3$ . . . . .	62
6.1	Συμβολισμός <i>PTC</i> παιχνιδιού. . . . .	81
6.2	Σχέση σχήματος διαμόρφωσης με το <i>SINR</i> σε <i>AWGN</i> περιβάλλον. [12] . . .	82
6.3	Ορισμός μετρικών αξιολόγησης επίδοσης του αλγόριθμου <i>PTC</i> . . . . .	94
6.4	Τιμές βασικών παραμέτρων πρώτου σεναρίου προσομοίωσης. . . . .	95
6.5	Ποσοστιαία μεταβολή ποσοτήτων Επίδοσης (%) για $K = 3$ και $K = 5$ σε σχέση με την περίπτωση $K = 0$ (αρχικό δίκτυο). . . . .	100



# Κεφάλαιο 1

## Εισαγωγή

Η αλματώδης διάδοση των ασύρματων κινητών συσκευών (π.χ. κινητά τηλέφωνα, φορητοί υπολογιστές, *PDA*s) και η μεγαλύτερη διαθεσιμότητα ασύρματων δικτύων, έχουν προκαλέσει εντυπωσιακές αλλαγές στον τομέα των επικοινωνιών. Μέχρι σήμερα, η ασύρματη επικοινωνία ανάμεσα στις συσκευές επιτυγχάνεται, κυρίως, μέσω σταθερών δικτύων, βασισμένων σε καλωδιωμένες υποδομές. Χαρακτηριστικό παράδειγμα τέτοιων δικτύων είναι τα κυψελωτά δίκτυα κινητής τηλεφωνίας, στα οποία οι κινητοί σταθμοί επικοινωνούν μόνο με τους σταθμούς βάσης χρησιμοποιώντας τους διαθέσιμους ραδιοδιαύλους. Οι σταθμοί βάσης είναι υπεύθυνοι για τη διασύνδεση και την επιτυχημένη επικοινωνία των κινητών τερματικών. Ένα δεύτερο παράδειγμα είναι η περίπτωση των φορητών υπολογιστών οι οποίοι συνδέονται στο Διαδίκτυο (*Internet*) μέσω σταθερών σημείων πρόσβασης (*access points*). Κοινό χαρακτηριστικό των παραπάνω περιπτώσεων είναι η ύπαρξη μίας κεντροποιημένης υποδομής η οποία ρυθμίζει την επικοινωνία των τερματικών συσκευών, έτσι ώστε οι τελευταίες να έχουν περιορισμένες δυνατότητες και επομένως απλότητα και μειωμένο κόστος κατασκευής.

Παρόλο που τα κεντροποιημένα δίκτυα παρέχουν με μεγάλη επιτυχία σήμερα τις απαιτούμενες υπηρεσίες, έχουν ορισμένα χαρακτηριστικά μειονεκτήματα που πηγάζουν από την ίδια την ανάγκη για ύπαρξη σταθερών υποδομών. Αναλυτικότερα, υπάρχουν περιπτώσεις στις οποίες το κόστος και ο χρόνος εγκατάστασης των απαιτούμενων υποδομών είναι απαγορευτικά, μετατρέποντας σε ασύμφορη τις εν λόγω αρχιτεκτονικές. Για τους συγκεκριμένους λόγους, τα τελευταία χρόνια έχουν αναπτυχθεί τα αυτοργανούμενα (*Ad Hoc*) δίκτυα, τα οποία δεν απαιτούν καμία προϋπάρχουσα υποδομή. Στα τελευταία, κάθε κόμβος συνδέεται ασύρματα με κάθε άλλον που βρίσκεται μέσα στην εμβέλεια εκπομπής του, σχηματίζοντας έτσι ένα “αδόμητο” δίκτυο με μεγάλη ευελιξία. Οι κόμβοι συνεργάζονται μεταξύ τους για τη μεταφορά και τη δρομολόγηση πληροφοριών, λειτουργώντας έτσι, όχι μόνο ως τερματικές συσκευές, αλλά και ως δρομολογητές ταυτόχρονα.

Αν και η έρευνα στα *Ad Hoc* δίκτυα έχει ενταθεί τα τελευταία χρόνια, η απαρχή της εντοπίζεται τη δεκαετία του 1970 και είχε αρχικά αμιγώς στρατιωτικό χαρακτήρα. Η ευελιξία και η δυναμική φύση των *Ad Hoc* δικτύων τα καθιστούν ως την ιδανική λύση για διάφορες στρατιωτικές εφαρμογές, στις οποίες η κατασκευή υποδομών δεν είναι χρονικά εφικτή. Ακόμα και στην περίπτωση δημιουργίας σταθμών βάσης, το αντίστοιχο δίκτυο θα ήταν πολύ ευάλωτο σε

επιθέσεις. Για παράδειγμα, 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 πρότυπο *IEEE 802.11*, διευκόλυναν την επέκταση των Ad Hoc δικτύων πέρα από το 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 διαρκώς μια ολοκληρωμένη εικόνα της κατάστασης της υποδομής. Τοποθετώντας αισθητήρες σε δάση, το δασαρχείο μπορεί να ενημερώνεται έγκαιρα για την παρουσία καπνού προλαβαίνοντας την εξάπλωση πυρκαγιών. Η χρήση των δικτύων αισθητήρων επεκτείνεται σε ανθρώπινους οργανισμούς, σε οδικά δίκτυα, σε μηχανές παραγωγής, στα έξυπνα σπίτια, κ.α., με το πλήθος των εφαρμογών τους να πολλαπλασιάζεται.

## 1.1 Συμβολή Διπλωματικής Εργασίας

Το ευρύτερο πλαίσιο στο οποίο εντάσσεται η εν λόγω εργασία είναι εκείνο του Ελέγχου Τοπολογίας σε αυτοργανούμενα δίκτυα και στην εύρεση τεχνικών που βασίζονται στις αρχές τις διαστρωματικής σχεδίασης δικτύων (*Cross-Layer Network Design*, [31]). Τέλος, γίνονται ορισμένες προεκτάσεις του τελευταίου μηχανισμού σε περιοχές των γνωστικών ασύρματων αυτοργανούμενων δικτύων (*Cognitive Ad Hoc Networks*, [15]).

Η συμβολή της παρούσας διπλωματικής εργασίας μπορεί να συνοψισθεί στα εξής δύο σημεία:

- Στο πρώτο μέρος της εργασίας, μέχρι και το κεφάλαιο 4, μελετήθηκαν τεχνικές Ελέγχου Τοπολογίας που λειτουργούν ανάμεσα στο Επίπεδο Δικτύου και στο Επίπεδο Ζεύξης Δεδομένων της στοίβας πρωτοκόλλων. Προτάθηκε ένας νέος διαστρωματικός μηχανισμός Ελέγχου Τοπολογίας, ο *NRN* μηχανισμός, ο οποίος προεκτείνει ένα από τα πλέον διαδεδομένα και επιτυχημένα πρωτόκολλα Ελέγχου Τοπολογίας (*K-Neigh* πρωτόκολλο) στις περιπτώσεις Ad Hoc δικτύων στα οποία οι κόμβοι δεν είναι ομοίμορφα κατανεμημένοι, στις δύο, ή στις τρεις διαστάσεις. Η δουλειά που πραγματοποιήθηκε στα πλαίσια αυτής της εργασίας έχει παρουσιαστεί στη δημοσίευση [16].
- Στο δεύτερο μέρος της εργασίας, κεφάλαια 5 και 6, προτείνεται ένας νέος διαστρωματικός αλγόριθμος Ελέγχου Τοπολογίας, ο *PTC* μηχανισμός, ο οποίος βασίζεται στη Θεωρία Παιγνίων. Ο αλγόριθμος αυτός χρησιμοποιεί πληροφορίες από τα τρία κατώτερα στρώματα επικοινωνίας και αποτελεί μία από τις πρώτες ερευνητικές εργασίες για την προέκταση του Ελέγχου Τοπολογίας στο Φυσικό στρώμα της στοίβας πρωτοκόλλων. Τέλος, στην Ενότητα 7.1 δίνονται οι πρώτες προεκτάσεις του αλγόριθμου *PTC*, ο *CPTC* μηχανισμός, μέσα στο πλαίσιο των γνωστικών ασύρματων δικτύων (*Cognitive Radios*).



## 1.2 Οργάνωση Τόμου

Η εργασία αυτή είναι οργανωμένη σε επτά κεφάλαια:

1. Στο δεύτερο κεφάλαιο αναφέρονται και αναλύονται περιληπτικά ορισμένα από τα βασικά χαρακτηριστικά των Ad Hoc δικτύων που πρόκειται να χρησιμοποιηθούν στη συνέχεια της εργασίας.
2. Στο τρίτο κεφάλαιο ορίζεται ο Έλεγχος Τοπολογίας, περιγράφονται οι βασικότεροι στόχοι του, ταξινομούνται οι διάφοροι μηχανισμοί και επεξηγείται η λειτουργία τους μέσα στην στοίβα πρωτοκόλλων των Ad Hoc δικτύων.
3. Στο τέταρτο κεφάλαιο αναλύεται μία βασική αδυναμία του γνωστού πρωτοκόλλου *K-Neigh* και παρουσιάζεται αναλυτικά ο αλγόριθμος *NRN*, ένας νέος μηχανισμός Ελέγχου Τοπολογίας στο στρώμα Δικτύου.
4. Στο πέμπτο κεφάλαιο παρουσιάζονται τα βασικά στοιχεία της Θεωρίας Παιγνίων τα οποία θα χρησιμοποιηθούν στα κεφάλαια 6 και 7.
5. Στο έκτο κεφάλαιο παρουσιάζεται αναλυτικά ένας νέος διαστρωματικός αλγόριθμος Ελέγχου Τοπολογίας, ο *PTC* αλγόριθμος, ο οποίος χρησιμοποιεί πληροφορίες από τα τρία κατώτερα στρώματα της στοίβας πρωτοκόλλων και βασίζεται σε ιδέες από τη Θεωρία Παιγνίων.
6. Στο έβδομο κεφάλαιο προεκτείνεται μερικώς ο *PTC* αλγόριθμος σε γνωστικά ασύρματα δίκτυα (Cognitive Radios) και συνοψίζονται τα βασικά αποτελέσματα και συμπεράσματα που προέκυψαν από την παρούσα διπλωματική εργασία.



## Κεφάλαιο 2

# Ασύρματα Αυτοργανούμενα (Ad Hoc) Δίκτυα

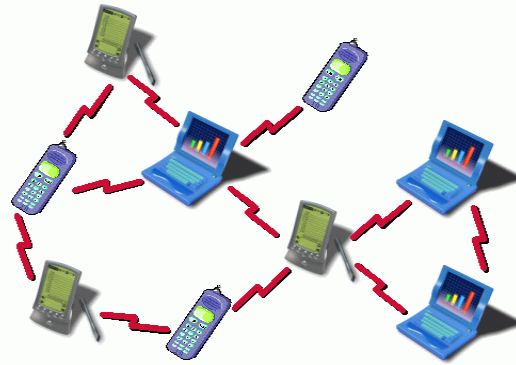
Στο τρέχον κεφάλαιο της εργασίας παρουσιάζονται συνοπτικά ο ορισμός των αυτοργανούμενων δικτύων, οι ιδιότητες που τα χαρακτηρίζουν, οι προκλήσεις που πρέπει κανείς να αντιμετωπίσει στην προσπάθεια σχεδίασης κατάλληλων πρωτοκόλλων και τα μαθηματικά μοντέλα που έχουν επικρατήσει.

### 2.1 Ορισμός - Ιδιότητες Ασύρματων Ad Hoc Δικτύων

Ο όρος ασύρματα Ad Hoc δίκτυα αναφέρεται σε εκείνα τα ασύρματα δίκτυα στα οποία οι κόμβοι επικοινωνούν μεταξύ τους, πιθανότατα μέσω πολλαπλών αναμεταδόσεων, χωρίς να υπάρχει συγκεκριμένη σταθερή υποδομή. Τα Ad Hoc δίκτυα αποτελούν αυτόνομα συστήματα των οποίων η οργάνωση αποτελεί εσωτερική διαδικασία που επιτυγχάνεται χωρίς την ύπαρξη ενός αρχηγού, κεντρικού διαχειριστή ή συντονιστή του δικτύου. Κάθε κόμβος μπορεί να στείλει σε οποιονδήποτε άλλο κόμβο άμεσα, είτε αν ο παραλήπτης του μηνύματος βρίσκεται εντός της εμβέλειάς του, είτε εκτός αυτής. Αυτοί οι κόμβοι σχηματίζουν ένα δίκτυο το οποίο δεν παρουσιάζει κεντρική οργάνωση. Από αυτό το σημείο της εργασίας και έπειτα οι όροι Ad Hoc δίκτυα και αυτοργανούμενα δίκτυα θα χρησιμοποιούνται για να περιγράψουν ακριβώς τον ίδιο τύπο δικτύων.

Τα τρία βασικά χαρακτηριστικά των εν λόγω δικτύων που προκύπτουν από τον παραπάνω ορισμό είναι τα εξής:

- **Ανομοιομορφία.** Ένα τυπικό Ad Hoc δίκτυο συνήθως αποτελείται από συσκευές με διαφορετικά χαρακτηριστικά, όπως για παράδειγμα από συσκευές τύπου *PDA*, φορητούς υπολογιστές και αισθητήρες, τα οποία έχουν προς το παρόν διαφορετικά πρωτόκολλα επικοινωνίας, υπολογιστική ισχύ, ασύρματη εμβέλεια και διάρκεια ζωής μπαταρίας.
- **Κινητικότητα.** Ένα τυπικό αυτοργανούμενο δίκτυο συνήθως αποτελείται από κινούμενους κόμβους. Η συγκεκριμένη κινητικότητα προκαλεί αύξηση της πολυπλοκότητας και των προκλήσεων που υπάρχουν.



Σχήμα 2.1: Σχηματικό παράδειγμα τυπικού Ad Hoc δικτύου.

- **Γεωγραφική διασπορά.** Ένα Ad Hoc δίκτυο αποτελείται από κόμβους που πιθανότατα βρίσκονται σε μεγάλες αποστάσεις μεταξύ τους και άρα σε γεωγραφικές περιοχές που παρουσιάζουν διαφορετικά χαρακτηριστικά μεταξύ τους.

## 2.2 Προκλήσεις Ασύρματων Ad Hoc Δικτύων

Παρά το γεγονός ότι η τεχνολογία των αυτοργανούμενων δικτύων είναι αρκετά ώριμη, οι εφαρμογές τους είναι ακόμα πολύ περιορισμένες. Αυτό οφείλεται κατά κύριο λόγο στο γεγονός ότι πολλά από τα προβλήματα που σχετίζονται με τα Ad Hoc δίκτυα ακόμα δεν έχουν επιλυθεί. Στην παράγραφο αυτή θα παρουσιάσουμε περιληπτικά τις σημαντικότερες προκλήσεις των αυτοργανούμενων δικτύων που αποτελούν μία πολύ ζωντανή ερευνητική περιοχή την τελευταία δεκαετία.

- **Εξοικονόμηση ενέργειας.** Οι κόμβοι ενός Ad Hoc δικτύου είναι συσκευές με ιδιαίτερα χαμηλά αποθέματα ενέργειας. Άλλωστε, η μοναδική πηγή ενέργειας των συγκεκριμένων συσκευών είναι η μπαταρία τους, η οποία εξαντλείται γρήγορα καθώς οι κόμβοι επιτελούν πολλές και ενεργειακά απαιτητικές λειτουργίες, όπως δρομολόγηση και αναγνώριση τοπολογίας του δικτύου.
- **Χρονομεταβλητή τοπολογία.** Εξαιτίας τόσο της πιθανής κινητικότητας των κόμβων, όσο και της γεωγραφικής διασποράς του δικτύου, οι ενεργές συνδέσεις μεταξύ των κόμβων μεταβάλλονται συνεχώς.
- **Χαμηλής ποιότητα επικοινωνία.** Ένα Ad Hoc ασύρματο δίκτυο χρησιμοποιεί τον ασύρματο δίαυλο για τη μετάδοση της πληροφορίας, ο οποίος είναι εκ φύσεως πολύ λιγότερο αξιόπιστος σε σύγκριση με ένα ενσύρματο κανάλι. Επίσης, το ασύρματο κανάλι είναι ένα έντονα χρονομεταβλητό μέσο μετάδοσης, στο οποίο η ποιότητα των ενεργών ζεύξεων μεταβάλλεται συνεχώς.
- **Περιορισμένοι φασματικοί πόροι.** Τα Ad Hoc δίκτυα εκτός από περιορισμένους ενεργειακούς πόρους παρουσιάζουν περιορισμένη διαθεσιμότητα σε εύρος ζώνης,

η οποία κατά μεγάλο βαθμό οφείλεται τόσο στο γεγονός ότι τα Ad Hoc δίκτυα μπορούν να λειτουργούν μόνο σε προκαθορισμένα εύρη συχνοτήτων, όσο και στη φύση των ασύρματων ζεύξεων. Οι τελευταίες έχουν σημαντικά χαμηλότερη χωρητικότητα σε σύγκριση με τις ενσύρματες ζεύξεις. Μάλιστα, εμφανίζουν ιδιαίτερα χαμηλούς ρυθμούς μετάδοσης οδηγώντας σε μεγάλη καθυστέρηση και μεγάλους χρόνους εγκατάστασης των συνδέσεων εν γένη.

- **Επεκτασιμότητα.** Το ζήτημα της επεκτασιμότητας ενός πρωτοκόλλου είναι καθοριστικής σημασίας για τη βιωσιμότητα των αυτοργανούμενων δικτύων, αφού τα τελευταία μπορεί να αποτελούνται από δεκάδες ή εκατοντάδες κόμβους. Το συγκεκριμένο ζήτημα είναι ακόμη μεγαλύτερης σημασίας καθώς πολλές από τις εφαρμογές των Ad Hoc δικτύων σχετίζονται με δίκτυα πολλών κόμβων.

## 2.3 Μοντελοποίηση Ασύρματων Ad Hoc Δικτύων

Στη συγκεκριμένη ενότητα θα εισάγουμε τα μαθηματικά μοντέλα τα οποία θα χρησιμοποιήσουμε στο πρώτο μέρος της εργασίας. Αρχικά θα αναφερθούμε στο πιο διαδεδομένο μοντέλο απωλειών διάδοσης, το οποίο περιγράφει τον τρόπο με τον οποίο το σήμα μετάδοσης εξασθενεί καθώς απομακρύνεται από τον πομπό. Στη συνέχεια θα εισάγουμε δύο μοντέλα που περιγράφουν την τοπολογία που δημιουργείται σε ένα Ad Hoc ασύρματο δίκτυο έχοντας ως δεδομένο την ισχύ εκπομπής των κόμβων.

### 2.3.1 Το Ασύρματο Κανάλι - Απλό Εκθετικό Μοντέλο Απωλειών Διάδοσης

Το Απλό Εκθετικό Μοντέλο Απωλειών Διάδοσης αποτελεί ένα συγκερασμό των διαφόρων αναλυτικών και εμπειρικών μοντέλων, που προσπαθούν να εκτιμήσουν τις απώλειες διάδοσης ή αλλιώς, την εξάρτηση της μείωσης της μέσης ισχύος του λαμβανόμενου σήματος από την απόσταση πομπού - δέκτη. Προφανώς, ανάλογα με τις ανάγκες και τις απαιτήσεις των ερευνητών, έχει αναπτυχτεί μια πληθώρα, τόσο ποιοτικών, όσο και ποσοτικών μοντέλων. Αυτά αποσκοπούν στη γενικότερη κατανόηση του φαινομένου της διάδοσης στο ραδιοδιάλυτο και στην εξαγωγή κανόνων που δίνουν την εξάρτηση των μεταβολών του σήματος από ένα πλήθος παραμέτρων, όπως η συχνότητα λειτουργίας, το περιβάλλον, ο τύπος των κεραιών, η κίνηση των δεκτών, κ.α.

Στο συγκεκριμένο μοντέλο υποθέτουμε ότι το Ad Hoc δίκτυο αποτελείται από ένα σύνολο  $n$  κόμβων, έστω  $V = \{v_1, v_2, \dots, v_n\}$ , όπου  $v_i$  η θέση του  $i$ -στού κόμβου, οι οποίοι βρίσκονται στο ευκλείδειο επίπεδο ή στον ευκλείδειο χώρο, αν αναφερόμαστε σε Ad Hoc δίκτυα που βρίσκονται σε 2 ή 3 διαστάσεις αντίστοιχα. Έστω επίσης ότι συμβολίζουμε:

- $g_{ij}$  το κέρδος του ασύρματου καναλιού από τον κόμβο  $i$  στον κόμβο  $j$  (το οποίο υποθέτουμε ότι είναι σταθερό και ανεξάρτητο της απόστασης μεταξύ των δύο κόμβων),

- $\alpha$  το συντελεστή απωλειών διάδοσης ή συντελεστή εξασθένισης, ο οποίος λαμβάνει τιμές από  $\alpha = 2$  στην περίπτωση των απωλειών ελευθέρου χώρου, μέχρι  $\alpha = 6$  σε ορισμένες περιπτώσεις εσωτερικών χώρων χωρίς οπτική επαφή μεταξύ πομπού και δέκτη,
- $p_t(i)$  την ισχύ εκπομπής του κόμβου  $i$ ,  $i = 1, 2, \dots, n$ ,
- $P_t = \{p_t(1), p_t(2), \dots, p_t(n)\}$  το διάνυσμα ισχύος εκπομπής όλων των κόμβων,
- $d_{i,j} = |(v_i, v_j)|$ , όπου  $|\cdot|$  η ευκλείδεια απόσταση μεταξύ των θέσεων των κόμβων  $i$  και  $j$ .

Χρησιμοποιώντας τον παραπάνω συμβολισμό, προκύπτει ότι η ισχύς λήψης του σήματος του κόμβου  $j$  από τον κόμβο  $i$  δίδεται από τη σχέση:

$$p_r(i, j) = \frac{g_{i,j} \cdot p_t(i)}{d_{i,j}^\alpha}, \quad i, j = 1, 2, \dots, n, \quad i \neq j. \quad (2.1)$$

### 2.3.2 Μοντέλο Επιπέδου Δικτύου (Network Layer Model)

Το Μοντέλο Επιπέδου Δικτύου είναι το απλούστερο μοντέλο που χρησιμοποιείται στην πράξη για την εκτίμηση των γειτόνων ενός ασύρματου κόμβου. Συγκεκριμένα, έστω  $R_X^{min}$  η ευαισθησία λήψης σήματος, τότε για τη σωστή λήψη του σήματος του κόμβου  $i$  από τον κόμβο  $j$  απαιτείται:

$$p_r(i, j) = \frac{g_{i,j} \cdot p_t(i)}{d_{i,j}^\alpha} \geq R_X^{min} \quad (2.2)$$

Το εν λόγω μοντέλο αναφέρεται συχνά στην βιβλιογραφία και ως μοντέλο δίσκου (*Disk Model*), καθώς ένας τυχαίος κόμβος  $i$  επικοινωνεί με όλους τους κόμβους που βρίσκονται μέσα στον κυκλικό δίσκο με ακτίνα  $\sqrt{\frac{p_t(i)}{R_X^{min}}}$ , υποθέτωντας για λόγους απλότητας ότι  $g_{i,j} = 1, \forall i, j \in N$ . Παρατηρούμε λοιπόν ότι η επικοινωνία δύο κόμβων εξαρτάται μόνο από τη μεταξύ τους απόσταση.

### 2.3.3 Μοντέλο Φυσικού Επιπέδου (Physical Layer Model)

Παρά το γεγονός ότι το μοντέλο Επιπέδου Δικτύου μας προσφέρει έναν απλό μαθηματικό τρόπο να εκτιμήσουμε τους γείτονες ενός κόμβου, στην πραγματικότητα δεν λαμβάνει καθόλου υπόψιν την κατάσταση του ασύρματου καναλιού. Ειδικότερα, το μοντέλο της Ενότητας 2.3.2 έχει μία καθαρά δυαδική πολιτική εκτίμησης των γειτόνων και δεν επιτρέπει καμία παρεμβολή μεταξύ γειτονικών κόμβων, όσο μικρή και αν είναι αυτή.

Στην πραγματικότητα όμως, δύο κόμβοι επικοινωνούν μεταξύ τους αν μπορεί να γίνει ανταλλαγή δεδομένων με μη μηδενικό ρυθμό. Από τη σκοπιά της Θεωρίας Πληροφορίας (*Information Theory*), ένας οποιοσδήποτε μη μηδενικός σηματοθορυβικός λόγος επιτρέπει την επικοινωνία μεταξύ δύο κόμβων. Άρα η ποιότητα της λήψης καθώς και οι εφικτοί ρυθμοί μετάδοσης εξαρτώνται από το σηματοθορυβικό λόγο στο δέκτη.

Σύμφωνα με τις παραπάνω προσεγγίσεις, που πρωτοεμφανίστηκαν στη δημοσίευση των *Gupta* και *Kumar* [14], η οποία αποτέλεσε ορόσημο για την κατανόηση των ασύρματων δικτύων, η εκπομπή του τυχαίου κόμβου  $i$  λαμβάνεται επιτυχώς από τον τυχαίο κόμβο  $j$  αν και μόνο αν:

$$SINR_{i,j} = \frac{p_t(i) \cdot g_{i,j} \cdot d_{i,j}^{-\alpha}}{N_j + \gamma \cdot \sum_{\substack{k=1 \\ k \neq i}}^n p_t(k) \cdot g_{k,j}} \geq \beta \quad (2.3)$$

όπου η παράμετρος  $\beta$  αντιπροσωπεύει την ελάχιστη τιμή σωματοθορυβικού λόγου που επιτρέπει στο δέκτη να λάβει σωστά το εκπεμπόμενο σήμα, η μεταβλητή  $N_j$  αντιστοιχεί στην ισχύ θορύβου που προέρχεται από το περιβάλλον αλλά όχι από την εκπομπή των υπόλοιπων κόμβων, και η τιμή  $\gamma$  αποτελεί έναν παράγοντα μείωσης του θορύβου που προέρχεται από τους γείτονες και όχι από το περιβάλλον. Ο συντελεστής  $\gamma$  είχε την τιμή 1 στη δημοσίευση [14], η οποία αντιστοιχεί στη χειρότερη περίπτωση παρεμβολής που μπορεί να υπάρξει σε ένα Ad Hoc δίκτυο. Στα CDMA δίκτυα η παράμετρος  $\gamma$  ονομάζεται κέρδος επεξεργασίας και έχει μικρότερες τιμές ([32]).

Αξίζει να σημειωθεί ότι σε αντίθεση με το Μοντέλο Επιπέδου Δικτύου, το Μοντέλο Φυσικού Επιπέδου επιτρέπει μεγαλύτερη χωρική επαναχρησιμοποίηση. Αναλυτικότερα, το πρώτο απαγορεύει την ταυτόχρονη μετάδοση δύο γειτονικών κόμβων ακόμα και αν οι δίσκοι τους επικαλύπτονται λίγο και η παρεμβολή είναι αμελητέα.

Στη συγκεκριμένη εργασία θα χρησιμοποιήσουμε και τα δύο μοντέλα ανάλογα με το επίπεδο πρωτοκόλλου στο οποίο αναφερόμαστε. Όταν αναλύουμε ένα πρόβλημα στο Φυσικό Επίπεδο της στοιβας πρωτοκόλλων (*Physical Layer*) τότε θα χρησιμοποιούμε το πολύπλοκο μοντέλο του Φυσικού Επιπέδου, ενώ όταν βρισκόμαστε στο Επίπεδο Δικτύου (*Network Layer*) θα χρησιμοποιούμε το πρώτο και απλούστερο μοντέλο.

### 2.3.4 Γράφοι Ασύρματων Ad Hoc Δικτύων

Για τη μελέτη και την κατανόηση των Ad Hoc δικτύων χρησιμοποιείται παραδοσιακά η Θεωρία Γραφημάτων (Graph Theory) ([7]) καθώς μας διευκολύνει σημαντικά στη μοντελοποίηση τέτοιων δικτύων. Συγκεκριμένα, οι συσκευές που απαρτίζουν το δίκτυο αποτελούν τους κόμβους του γράφου, ενώ οι ζεύξεις επικοινωνίας μεταξύ των κόμβων αντιστοιχίζονται στις ακμές.

#### 2.3.4.1 Γράφος Συνδεσιμότητας

Ο πρώτος γράφος που θα μας απασχολήσει στη συγκεκριμένη εργασία είναι ο γράφος συνδεσιμότητας.

**Ορισμός 2.1.** Γράφο συνδεσιμότητας  $G_{con}(V, E_{con})$  ενός Ad Hoc δικτύου ορίζουμε το γράφο που έχει κορυφές τους κόμβους  $V$  του δικτύου και ακμές  $E_{con} = (e_1, e_2, \dots, e_m)$  τις ζεύξεις επικοινωνίας  $(i, j)$  που προκύπτουν με βάση το μοντέλο Επιπέδου Δικτύου (Παράγραφος 2.3.2). Δηλαδή, μία ζεύξη  $(i, j)$  ανήκει στο σύνολο  $E_{con}$  αν και μόνο αν ισχύει η ανισότητα (2.2).

### 2.3.4.2 Γράφος Επικοινωνίας

Ο δεύτερος γράφος που θα μας απασχολήσει είναι ο γράφος επικοινωνίας.

**Ορισμός 2.2.** Γράφο επικοινωνίας  $G_{com}(V, E_{com})$  ορίζουμε το γράφο που έχει κορυφές το σύνολο κόμβων  $V$  και ακμές που προκύπτουν ως εξής: Μία ζεύξη  $(i, j)$  ανήκει στο σύνολο  $E_{com}$ , ή αλλιώς ο κόμβος  $j$  λαμβάνει σωστά το σήμα από τον κόμβο  $i$ , αν και μόνο αν ισχύουν και οι δύο ανισότητες (2.2) και (2.3) που παρουσιάστηκαν στα παραπάνω μοντέλα (παράγραφοι 2.3.2 και 2.3.3 αντίστοιχα).

Αξίζει να σημειωθούν οι εξής δύο παρατηρήσεις:

- Όταν αναλύεται ένα πρόβλημα στο Επίπεδο Δικτύου τότε ο γράφος επικοινωνίας ταυτίζεται καταχρηστικά με το γράφο συνδεσιμότητας.
- Γενικά, ο γράφος επικοινωνίας έχει μεγαλύτερη σημασία καθώς είναι αυτός που περιέχει τις εφικτές συνδέσεις χρησιμοποιώντας το μοντέλο του Φυσικού Επιπέδου.

Στο κεφάλαιο αυτό παρουσιάστηκαν ορισμένες βασικές και γενικές έννοιες των αυτοργανούμενων δικτύων που θα χρησιμοποιηθούν στα επόμενα κεφάλαια. Μπορεί κανείς να ανατρέξει στο [6] για μία εκτενής και ολοκληρωμένη ανάλυση. Το επόμενο κεφάλαιο θα περιοριστεί σε πιο ειδικές έννοιες του Ελέγχου Τοπολογίας στα Ad Hoc δίκτυα.



## Κεφάλαιο 3

# Έλεγχος Τοπολογίας Ad Hoc Δικτύων

Στο κεφάλαιο αυτό, αρχικά (Παράγραφος 3.1) ορίζεται άτυπα ο Έλεγχος Τοπολογίας (*Topology Control, TC*) αυτοργανούμενων δικτύων, στη συνέχεια (Παράγραφος 3.2) αναλύονται οι στόχοι του, ενώ στην παράγραφο 3.3 ορίζεται και αναλύεται η έννοια της κρίσιμης ακτίνας εκπομπής. Έπειτα παρουσιάζονται περιληπτικά οι διαφορετικές τεχνικές που έχουν προταθεί στη βιβλιογραφία (Παράγραφος 3.4) και στην παράγραφο 3.5 επεξηγείται η θέση των εν λόγω μηχανισμών στη στοίβα πρωτοκόλλων των ασύρματων δικτύων. Τέλος στην παράγραφο 3.6 περιγράφονται ορισμένες βασικές αρχές σχεδίασης αλγόριθμων Ελέγχου Τοπολογίας.

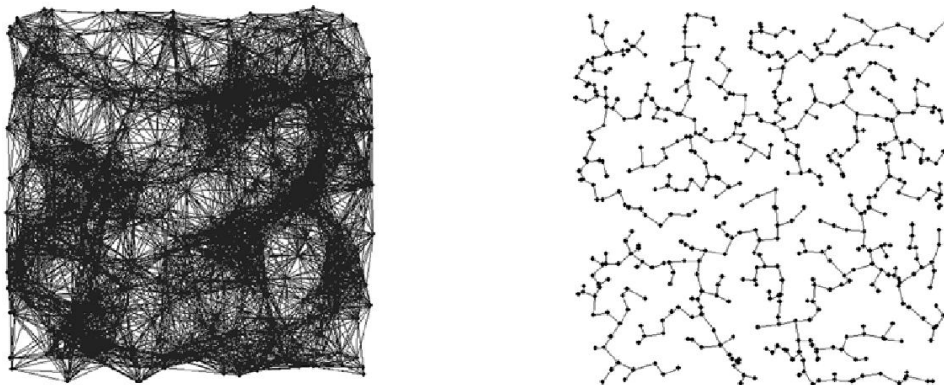
### 3.1 Ορισμός Ελέγχου Τοπολογίας

**Ορισμός 3.3.** Ο όρος Έλεγχος Τοπολογίας (*TC*) σε ένα *Ad Hoc* δίκτυο αναφέρεται στο σύνολο εκείνων των αλγόριθμων αυτοργανούμενων δικτύων στους οποίους οι κόμβοι μεταβάλλουν τη συμπεριφορά τους με στόχο την παραγωγή μίας τοπολογίας δικτύου με επιθυμητές ιδιότητες. Δηλαδή ο Έλεγχος Τοπολογίας περιλαμβάνει όλες εκείνες τις τεχνικές στις οποίες ο αρχικός γράφος επικοινωνίας  $G_{com}(V, E)$  μετατρέπεται σε ένα γράφο  $G_{com}(V, E')$  ο οποίος έχει περισσότερο επιθυμητές ιδιότητες.

Με τον όρο συμπεριφορά των κόμβων συνήθως αναφερόμαστε στην ισχύ εκπομπής τους αλλά κάτι τέτοιο δεν είναι υποχρεωτικό. Δηλαδή οι κόμβοι σε ένα τυπικό αλγόριθμο Ελέγχου Τοπολογίας επηρεάζουν την ισχύ εκπομπής τους ώστε να αλλάζουν την τοπολογία του δικτύου, αλλά μπορούν να αλλάζουν και τη συχνότητα λειτουργίας τους ([23]), ή την κωδικοποίηση σήματος εκπομπής. Η παρούσα διπλωματική εργασία ασχολείται κυρίως με τους κλασικούς μηχανισμούς *TC* στους οποίους οι κόμβοι μεταβάλλουν την ισχύ τους (βλέπε Σχήμα 3.1). Ο όρος επιθυμητές ιδιότητες (Παράγραφος 3.2) συνήθως παραπέμπει στη μειωμένη κατανάλωση ισχύος, στην αυξημένη χωρητικότητα του δικτύου και στο αυξημένο ποσοστό συνεκτικότητας, πάντα όσον αφορά στο δίκτυο συνολικά και όχι στον κάθε κόμβο ξεχωριστά.

**Παράδειγμα 3.1.** Ένα γραφικό παράδειγμα ενός TC αλγόριθμου φαίνεται στο Σχήμα 3.1. Στο Σχήμα 3.1(α) απεικονίζεται ο αρχικός γράφος επικοινωνίας του Ad Hoc δικτύου όταν οι κόμβοι εκπέμπουν με μέγιστη ισχύ. Μετά την εφαρμογή του TC αλγόριθμου (Σχήμα 3.1(β)) παρατηρείται ότι ο γράφος περιέχει πολύ λιγότερες ακμές κάτι που πιθανώς σημαίνει λιγότερο ανταγωνισμό, μεγαλύτερη ρυθμοαπόδοση (*throughput*) και χαμηλότερη κατανάλωση ενέργειας.

Ο παραπάνω ορισμός είναι πολύ γενικός έτσι ώστε να μπορεί να περιέχει όλους τους διαφορετικούς αλγόριθμους που έχουν προταθεί τα τελευταία χρόνια, ορισμένοι από τους οποίους παρουσιάζονται στην παράγραφο 3.4. Βέβαια, παρά τη γενικότητα του ορισμού, μπορεί κανείς να διακρίνει το βασικό χαρακτηριστικό των εν λόγω αλγόριθμων που είναι η προσπάθεια των κόμβων να προσδώσουν επιθυμητές ιδιότητες στο δίκτυο συνολικά. Με άλλα λόγια, ο Έλεγχος Τοπολογίας είναι εκ φύσεως ένας συνεργατικός μηχανισμός (*cooperative mechanism*) στον οποίο οι κόμβοι μεταβάλλουν αυτόνομα παραμέτρους λειτουργίας έτσι ώστε να βελτιώσουν τη συμπεριφορά του δικτύου όσον αφορά ορισμένα δικτυακά μετρικά (Παράγραφος 3.2). Η εργασία αυτή ασχολείται και με περιπτώσεις μη συνεργατικών (*non-cooperative*) αλγόριθμων Ελέγχου Τοπολογίας χρησιμοποιώντας ιδέες από τη Θεωρία Παιγνίων (κεφάλαιο 6).



(α) Αρχικός Γράφος Επικοινωνίας σε ένα αυτο-οργανούμενο δίκτυο.

(β) Γράφος Επικοινωνίας μετά την εφαρμογή ενός TC αλγόριθμου.

**Σχήμα 3.1:** Παράδειγμα εφαρμογής TC αλγόριθμου σε ένα Ad Hoc δίκτυο.

## 3.2 Στόχοι Ελέγχου Τοπολογίας

Στο σημείο αυτό περιγράφονται συνοπτικά οι στόχοι που μπορεί να έχει ένας μηχανισμός Ελέγχου Τοπολογίας ή αλλιώς οι ιδιότητες που θα ήταν επιθυμητές στο γράφο επικοινωνίας του Ad Hoc δικτύου μετά την εκτέλεση του TC αλγόριθμου. Παρά το γεγονός ότι στη βιβλιογραφία μπορεί κανείς να βρει πολλούς και διαφορετικούς στόχους καθώς και διαφορετικά μετρικά που έχουν χρησιμοποιηθεί για να ποσοτικοποιηθούν την επίτευξη των στόχων, στην πραγματικότητα, όλοι οι TC αλγόριθμοι προσπαθούν να αφαιρέσουν ορισμένες ζεύξεις από

τον αρχικό γράφο επικοινωνίας ώστε να βελτιώσουν τα χαρακτηριστικά ποιότητας Υπηρεσίας (Quality of Service, QoS) του Ad Hoc δικτύου. Οι πιο βασικοί από αυτούς τους στόχους είναι οι ακόλουθοι.

### 3.2.1 Συνδεσιμότητα

Η συνδεσιμότητα (*Connectivity*) είναι ένα από τους πρώτους στόχους που θέλει να εξασφαλίσει ένας αλγόριθμος Ελέγχου Τοπολογίας. Γενικά, υπάρχουν δύο προσεγγίσεις στο ζήτημα της συνδεσιμότητας που πρέπει να οριστούν. Σύμφωνα με την πρώτη, (ισχυρή συνδεσιμότητα, Ενότητα 3.2.1.1) μας ενδιαφέρει να εκτιμήσουμε το ποσοστό των γράφων επικοινωνίας που είναι πλήρως συνδεδεμένοι, ενώ στη δεύτερη (ασθενής συνδεσιμότητα, Ενότητα 3.2.1.2) μας ενδιαφέρει το ποσοστό των κόμβων ενός συγκεκριμένου γράφου επικοινωνίας που είναι συνδεδεμένοι μεταξύ τους ([30]).

#### 3.2.1.1 Ισχυρή Συνδεσιμότητα

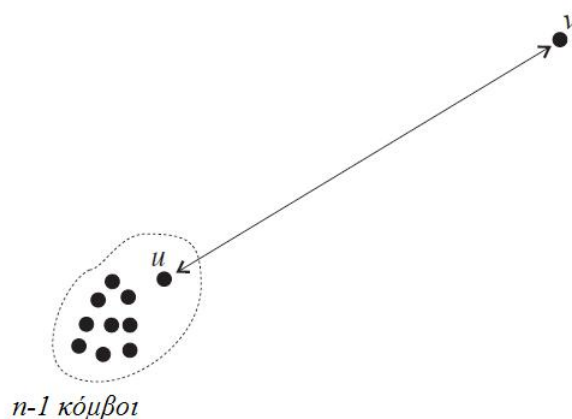
**Ορισμός 3.4.** Αν η ύπαρξη ενός μονοπατιού στον αρχικό γράφο επικοινωνίας  $G_{com}(V, E)$  μεταξύ οποιονδήποτε κόμβων  $u$  και  $v$  συνεπάγεται την ύπαρξη ενός μονοπατιού (πιθανότατα διαφορετικού) στον επαγόμενο γράφο μεταξύ των ίδιων κόμβων, τότε θεωρείται ότι ο μηχανισμός Ελέγχου Τοπολογίας διατηρεί την ισχυρή συνδεσιμότητα του δικτύου.

Αξίζει να σημειωθεί ότι ο αρχικός γράφος επικοινωνίας θεωρείται πάντα συνδεδεμένος, έχοντας δημιουργηθεί με τη μέγιστη ισχύ εκπομπής, ή γενικότερα με εκείνη την πολιτική εκπομπής των κόμβων που τους επιτρέπει να εντοπίσουν όσο το δυνατόν περισσότερους γείτονες. Περιπτώσεις μη-συνδεδεμένων αρχικών τοπολογιών, οι οποίες άλλωστε από μόνες τους είναι προβληματικές, δεν θα μας απασχολήσουν περαιτέρω. Συνεπώς η ισχυρή συνδεσιμότητα είναι ένα δυαδικό μετρικό που λαμβάνει την τιμή 1 αν ο επαγόμενος γράφος επικοινωνίας είναι συνδεδεμένος και 0 στην αντίθετη περίπτωση.

Παρά το γεγονός ότι η συνδεσιμότητα στην επαγόμενη τοπολογία θεωρείται πολύ σημαντική, έχουν δημιουργηθεί ορισμένοι αλγόριθμοι οι οποίοι θυσιάζουν το εν λόγω κριτήριο με στόχο να δώσουν έμφαση σε κάποιο άλλο. Ένα χαρακτηριστικό παράδειγμα τέτοιου αλγόριθμου είναι ο πολύ διαδεδομένος *K-Neigh* αλγόριθμος ή ο *NRN* αλγόριθμος που προτάθηκε στα πλαίσια της παρούσας εργασίας [16]. Ο λόγος που ο στόχος της συνδεσιμότητας είναι συχνά σε σύγκρουση με άλλους στόχους, όπως της χωρικής επαναχρησιμοποίησης, δίνεται από την παρακάτω πρόταση (πρόταση 3.1) της οποίας η απόδειξη συνάγεται εύκολα χρησιμοποιώντας το Σχήμα 3.2.

**Πρόταση 3.1.** Έστω ότι ο αρχικός γράφος επικοινωνίας  $G_{com}(V, E)$  ενός Ad Hoc δικτύου, με  $n = |V|$  το πλήθος των κόμβων, είναι συνδεδεμένος. Για να είναι και ο επαγόμενος γράφος συνδεδεμένος με βεβαιότητα (ποσοστό ισχυρής συνδεσιμότητας ίσο με τη μονάδα), ανεξαρτήτως της αρχικής δομής του, απαιτείται στη χειρότερη περίπτωση τουλάχιστον ένας κόμβος να έχει  $n - 1$  γείτονες.

**Απόδειξη.** Για να αποδειχτεί η πρόταση 3.1, είναι αρκετό να βρούμε έναν αρχικό γράφο επικοινωνίας ο οποίος έχει τέτοια κατανομή κόμβων, που για να διατηρήσει τη συνδεσιμότητα μετά την εφαρμογή ενός *TC* μηχανισμού, θα πρέπει τουλάχιστον ένας κόμβος να έχει  $n - 1$  γείτονες. Ένα παράδειγμα τέτοιου γράφου επικοινωνίας φαίνεται στο Σχήμα 3.2. Οι  $n - 1$  κόμβοι έχουν σχηματίσει μία ομάδα κοντινών κόμβων και ο  $n$ -οστός κόμβος βρίσκεται αρκετά απομακρυσμένος από τους προηγούμενους. Τότε, ο κόμβος  $u$  θα πρέπει να διατηρήσει μεγάλη την ισχύ εκπομπής του, μετά την εφαρμογή του αλγόριθμου, έτσι ώστε να μπορέσει το δίκτυο να μείνει συνδεδεμένο. Συνεπώς, ο κόμβος  $u$  θα έχει  $n - 1$  γείτονες.



**Σχήμα 3.2:** Παράδειγμα τοποθέτησης κόμβων στο οποίο τουλάχιστον ένας κόμβος (εδώ ο κόμβος  $u$ ) έχει  $n - 1$  γείτονες.

### 3.2.1.2 Ασθενής Συνδεσιμότητα

**Ορισμός 3.5.** Έστω ένας γράφος επικοινωνίας  $G_{com}(V, E)$ . Η ασθενής συνδεσιμότητα ορίζεται ως το ποσοστό των κόμβων του γράφου επικοινωνίας που ανήκουν στο μεγαλύτερο σε μέγεθος υπογράφο συνδεδεμένων κόμβων.

Αν ένας γράφος είναι πλήρως συνδεδεμένος τότε όλοι οι κόμβοι ανήκουν στο ένα και μοναδικό συνδεδεμένο υπογράφο και άρα η ασθενής συνδεσιμότητα είναι 100%. Αν ένας γράφος είναι μη-συνδεδεμένος, τότε η ισχυρή συνδεσιμότητα έχει την τιμή 0 ενώ η ασθενής συνδεσιμότητα ισούται με το ποσοστό των κόμβων που ανήκουν στο μεγαλύτερο σε πλήθος υπογράφο συνδεδεμένων κόμβων.

### 3.2.2 Ενεργειακή Εξοικονόμηση

Ο στόχος της ενεργειακής εξοικονόμησης είναι εκείνος που αρχικά οδήγησε στη δημιουργία των αλγόριθμων *TC* καθώς ο σημαντικότερος τρόπος ελέγχου της τοπολογίας είναι μέσω του ελέγχου της ισχύος εκπομπής (*Power Control*). Αναλυτικότερα, οι κόμβοι καταναλώνουν το μεγαλύτερο μέρος των ενεργειακών τους αποθεμάτων, μέσω της αποστολής

και λήψης μηνυμάτων. Συνεπώς, μέσω ενός αλγόριθμου Ελέγχου Τοπολογίας, μπορεί να μειωθεί σε μεγάλο βαθμό η ισχύς αποστολής των κόμβων, με παράλληλη όμως αύξηση των αναμεταδόσεων που απαιτούνται ώστε ένα μήνυμα να φτάσει στον προορισμό του. Η συγκεκριμένη αύξηση των αναμεταδόσεων μπορεί να λειτουργήσει ανασταλτικά στην προσπάθεια μείωσης της ενεργειακής αυτονομίας του δικτύου, όπως θα φανεί πιο καθαρά στην Ενότητα 3.2.2.2.

### 3.2.2.1 Εξοικονόμηση Ενέργειας Τριγωνικής Ανισότητας

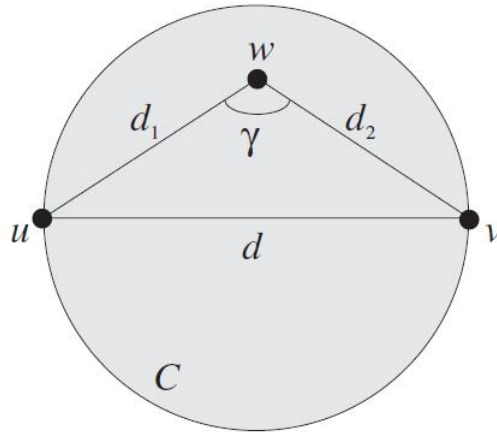
Έστω ότι κάνουμε τις παρακάτω υποθέσεις:

- Η ισχύς εκπομπής είναι πολύ μεγαλύτερη από την ισχύ λήψης.
- Έστω ένα αυτοργανούμενο δίκτυο με τρεις κόμβους,  $u$ ,  $v$ ,  $w$ , του οποίου ο αρχικός γράφος επικοινωνίας είναι πλήρης (δηλαδή όλοι οι κόμβοι επικοινωνούν με όλους).
- Έστω ότι συμβολίζονται με  $d_1 = |u, w|$ ,  $d_2 = |w, v|$ ,  $d = |u, v|$  οι αποστάσεις μεταξύ των κόμβων  $u$ ,  $w$  και  $v$ , όπως φαίνεται στο Σχήμα 3.3.
- Ο κόμβος  $u$  θέλει να στείλει ένα μήνυμα στον κόμβο  $v$ .
- Ο κόμβος  $w$  βρίσκεται μέσα στον κύκλο  $C$  που έχει διάμετρο το ευθύγραμμο τμήμα που ενώνει τους κόμβους  $u$  και  $v$  (Σχήμα 3.3).
- Η ισχύς μειώνεται σύμφωνα με το απλό εκθετικό μοντέλο απωλειών διάδοσης (Ενότητα 2.3.1) με συντελεστή  $a = 2$ .

Με τις παραπάνω υποθέσεις προκύπτει από το νόμο των συνημιτόνων ότι  $d^2 = d_1^2 + d_2^2 - 2d_1d_2 \cos \gamma$ . Όμως αφού  $w \in C$ , ισχύει ότι  $\cos \gamma \leq 0$  και άρα  $d^2 > d_1^2 + d_2^2$ . Συνεπώς, εύκολα μπορεί να κατανοήσει κανείς ότι στη συγκεκριμένη περίπτωση είναι πιο ενεργειακά αποδοτικό να χρησιμοποιηθεί ο κόμβος  $w$  ως ενδιάμεσο βήμα στη μετάδοση από τον κόμβο  $u$  στον κόμβο  $v$ , σε σύγκριση με την απ' ευθείας μετάδοση.

Η παραπάνω απλή ιδέα, η οποία γίνεται ακόμα πιο ισχυρή στην περίπτωση ενός εκθετικού μοντέλου απωλειών διάδοσης με μεγαλύτερο συντελεστή απωλειών ( $a > 2$ ), αποτελεί το βασικό επιχείρημα υπέρ των μηχανισμών Ελέγχου Τοπολογίας και της χρησιμοποίησης πολλών και μικρών ζεύξεων αντί λίγων και μεγάλων. Συνεπώς, ένας στόχος του Ελέγχου Τοπολογίας είναι ο εντοπισμός και η αφαίρεση εκείνων των ζεύξεων που δεν είναι ενεργειακά αποδοτικές.

Ένας πολύ γνωστός αλγόριθμος που βασίστηκε στην παραπάνω ιδέα είναι ο *R&M* αλγόριθμος που παρουσιάζεται στη δημοσίευση [29]. Ο αλγόριθμος αυτός βασίζεται στην προϋπόθεση ότι οι κόμβοι γνωρίζουν την ακριβή τους θέση στο χώρο και κατασκευάζει μία ενεργειακά βέλτιστη τοπολογία δικτύου μόνο στην περίπτωση που όλοι οι κόμβοι του αυτοργανούμενου δικτύου επιθυμούν να στείλουν σε ένα συγκεκριμένο κόμβο. Η βασική ιδέα του αλγόριθμου είναι αρχικά η εύρεση των κόμβων που μπορούν να χρησιμοποιηθούν ως ενδιάμεσοι κόμβοι μετάδοσης και στη συνέχεια η χρήση μίας κατανεμημένης εκδοχής του Bellman-Ford αλγόριθμου για την εύρεση των μονοπατιών ελάχιστου κόστους.



**Σχήμα 3.3:** Επικοινωνία μέσω βοηθητικού (relay) κόμβου. Ο κόμβος  $u$  στέλνει στον κόμβο  $v$  χρησιμοποιώντας ως ενδιάμεσο βήμα τον κόμβο  $w$ .

### 3.2.2.2 Πολυβηματική Εξοικονόμηση Ενέργειας

Στο σημείο αυτό παρουσιάζεται μία διαφορετική άποψη που είχε αρχικά συζητηθεί μερικώς στη δημοσίευση [4] και την οποία αναλύουμε περισσότερο στα πλαίσια της συγκεκριμένης διπλωματικής εργασίας. Στην Εξοικονόμηση Ενέργειας Τριγωνικής Ανισότητας έγινε η υπόθεση, χάριν απλότητας, ότι η ισχύς εκπομπής είναι πολύ μεγαλύτερη από την ισχύ λήψης. Η υπόθεση αυτή όμως βρίσκεται αρκετά μακριά από την πραγματικότητα (τουλάχιστον στις μέρες μας) καθώς η ισχύς λήψης δεν είναι παρά μόνο λίγες φορές μικρότερη από την ισχύ εκπομπής ενός πακέτου. Στη δημοσίευση [4], με βάση δεδομένα πραγματικών καρτών δικτύου, γίνεται η αναφορά ότι η ισχύς εκπομπής είναι περίπου δύο φορές μεγαλύτερη από την ισχύ λήψης. Αξίζει να παρατηρηθεί ότι με τον όρο ισχύς εκπομπής και ισχύς λήψης αναφερόμαστε στο σύνολο της κατανάλωσης ισχύος που απαιτείται για την εκπομπή και λήψη αντίστοιχα.

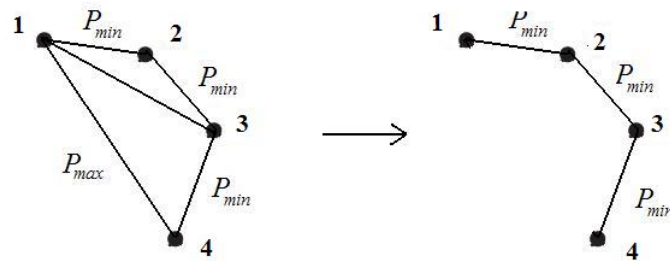
Έστω ότι ο κόμβος έχει ισχύ εκπομπής στο διάστημα  $[p_{min}, p_{max}]$ ,  $p_{min} \leq p_{max}$ . Επίσης, έστω ότι η ισχύς λήψης είναι σταθερή και ίση με  $r$ , και ότι υπάρχουν συντελεστές  $K_{min}$  και  $K_{max}$  έτσι ώστε  $p_{min} = K_{min} \cdot r$  και  $p_{max} = K_{max} \cdot r$ . Ισχύει ότι  $p_{max} = \frac{K_{max}}{K_{min}} \cdot p_{min}$ .

Έστω ένα αυτοργανούμενο δίκτυο με γράφο επικοινωνίας  $G_{com}(V, E)$ . Έστω ότι υπάρχει ένας τοπικός (localised) αλγόριθμος  $TC$  που εκτελείται ακολουθιακά στους κόμβους του δικτύου. Το σενάριο που ευνοεί το περισσότερο δυνατό την πολυβηματική μετάδοση σε σύγκριση με την απ' ευθείας μετάδοση παρουσιάζεται μέσω του παρακάτω παραδείγματος χωρίς βλάβη της γενικότητας.

Έστω το αυτοργανούμενο δίκτυο τεσσάρων κόμβων του οποίου ο γράφος επικοινωνίας είναι πλήρης και φαίνεται στο Σχήμα 3.4. Έστω ότι ο κόμβος 1 θέλει να αποστείλει πακέτα σε όλους τους υπόλοιπους κόμβους. Αρχικά ο κόμβος 1 χρησιμοποιεί μέγιστη ισχύ εκπομπής για να επικοινωνήσει με τους γείτονες 2, 3, 4, ώστε να μπορεί να επικοινωνήσει με τον κόμβο 4 ο οποίος απέχει τη μέγιστη δυνατή απόσταση από τον κόμβο 1. Μετά την εκτέλεση του  $TC$  αλγόριθμου, ο κόμβος 1 μειώνει την ισχύ του έτσι ώστε να επικοινωνεί μόνο με τον κόμβο 2, και μέσω αυτού με τους υπόλοιπους κόμβους του δικτύου. Οι υπόλοιποι κόμβοι είναι με

τέτοιο τρόπο τοποθετημένοι ώστε να χρειάζονται την ελάχιστη ισχύ για να επικοινωνήσουν μεταξύ τους.

Ο λόγος που το εν λόγω σενάριο ευνοεί το μέγιστο δυνατό την πολυβηματική μετάδοση σε σύγκριση με την απ' ευθείας μετάδοση είναι ότι η πρώτη γίνεται με την ελάχιστη δυνατή κατανάλωση ισχύος (όλοι οι κόμβοι εκπέμπουν με την ελάχιστη δυνατή ισχύ και επικοινωνούν χρησιμοποιώντας τους γείτονες ως ενδιάμεσους κόμβους) και η δεύτερη με τη μέγιστη δυνατή (ο κόμβος 1 στην αρχική τοπολογία έχει μέγιστη ισχύ εκπομπής και μπορεί να επικοινωνήσει άμεσα με όλους τους άλλους κόμβους). Το διάνυσμα λοιπόν της ισχύος εκπομπής του αρχικού γράφου που ευνοεί περισσότερο την πολυβηματική μετάδοση από τον κόμβο 1 είναι ο κόμβος 1 να χρησιμοποιεί αρχικά τη μέγιστη ισχύ εκπομπής για να επικοινωνήσει με τους υπόλοιπους τρεις κόμβους, ενώ στη συνέχεια τη μικρότερη δυνατή.



**Σχήμα 3.4:** Γράφος Επικοινωνίας πριν και μετά την Εκτέλεση του TC αλγόριθμου στον κόμβο 1.

Έστω ότι ο κόμβος 1 γνωρίζει πόσα βήματα μετάδοσης μακριά βρίσκεται κάθε ένας κόμβος του δικτύου. Δηλαδή, γνωρίζει πόσοι γείτονές του είναι μία μετάδοση μακριά, δύο μεταδόσεις μακριά, κ.λ.π. Έστω ότι το διάνυσμα  $F = (F_1, F_2, F_3, \dots, F_N)$  αναπαριστά την απόσταση των κόμβων  $(1, 2, \dots, N)$ , από τον κόμβο 1 μετρούμενη σε πλήθος αναμεταδόσεων όπου  $N$  το σύνολο των γειτόνων. Για παράδειγμα, στο Σχήμα 3.4, στο αρχικό δίκτυο (αριστερά) έχουμε  $(F_1 = 0, F_2 = 1, F_3 = 1, F_4 = 1)$  αφού όλοι οι κόμβοι  $(2, 3, 4)$  απέχουν μία μετάδοση μακριά, και στο τελικό δίκτυο (δεξιά) έχουμε  $(F_1 = 0, F_2 = 1, F_3 = 2, F_4 = 3)$ . Ζητείται μία συνθήκη κάτω από την οποία η μείωση της ισχύος εκπομπής του κόμβου 1 θα μειώσει σίγουρα κατά μέσο όρο την ενεργειακή απόδοση του δικτύου. Ο λόγος που κάτι τέτοιο δεν είναι εξασφαλισμένο είναι ότι η χρησιμοποίηση μικρών ζεύξεων σημαίνει πολλές αναμεταδόσεις και συνεπώς κατανάλωση περισσότερης ισχύος λήψης.

Έστω ότι συμβολίζουμε ως  $E[F]$  τη μέση τιμή του διανύσματος  $F$  και αντίστοιχα  $E[P]$  τη μέση τιμή του διανύσματος εκπομπής  $P = (P_1, P_2, \dots, P_N)$ . Αν ο κόμβος 1 θέλει να στείλει ένα μήνυμα σε όλους τους κόμβους του αρχικού δικτύου, η μέγιστη τιμή του μέσου όρου κατανάλωσης ( $P_{initial}$ ) ισχύος είναι:

$$P_{initial} = \max(E[P]) \Rightarrow \quad (3.1)$$

$$P_{initial} = \max(E[P_{Transmit}] + E[P_{Receive}]) \Rightarrow \quad (3.2)$$

$$P_{initial} = \frac{1}{N-1} \cdot \sum_{i=1}^{N-1} (F_i \cdot (P_{max} + r)) \Rightarrow \quad (3.3)$$

$$P_{initial} = E[F] \cdot (r + P_{max}) \quad (3.4)$$

Ομοίως η ελάχιστη τιμή του μέσου όρου κατανάλωσης ισχύος μετά την εφαρμογή του αλγόριθμου ( $P_{induced}$ ) είναι:

$$P_{induced} = \min(E[P]) \Rightarrow \quad (3.5)$$

$$P_{induced} = \min(E[P_{Transmit}] + E[P_{Receive}]) \Rightarrow \quad (3.6)$$

$$P_{induced} = E[F'] \cdot (r + P_{min}) \quad (3.7)$$

έτσι ώστε:

$$P_{induced} \leq P_{initial} \Rightarrow \frac{E[F']}{E[F]} \leq \frac{r + P_{max}}{r + P_{min}} \quad (3.8)$$

$$P_{induced} \leq P_{initial} \Rightarrow \frac{E[F']}{E[F]} \leq \frac{1 + K_{max}}{1 + K_{min}} \quad (3.9)$$

Αν η ανισότητα (3.9) δεν ικανοποιείται μετά την εκτέλεση του αλγόριθμου  $TC$  τότε σίγουρα το επαγόμενο δίκτυο είναι λιγότερο ενεργειακά αποδοτικό από το αρχικό. Αξίζει να παρατηρηθεί ότι αν η ανισότητα ικανοποιείται τότε δεν οδηγούμαστε σε κάποιο συμπέρασμα. Η ανισότητα (3.9) αναφέρει ότι ο λόγος των μέσων όρων της απόστασης των κόμβων από τον κόμβο 1 δεν πρέπει να υπερβαίνει μία τιμή που εξαρτάται από τη σχέση μεταξύ της ισχύος εκπομπής και της ισχύος λήψης. Οι παρακάτω περιπτώσεις θα βοηθήσουν στην κατανόηση του παραπάνω αποτελέσματος.

- Αν  $K_{max} \gg K_{min}$ , δηλαδή η μέγιστη ισχύς εκπομπής είναι πολύ μεγαλύτερη από την ισχύ λήψης και από την ελάχιστη ισχύ εκπομπής, τότε πράγματι η ανισότητα (3.9) πάντα ικανοποιείται και δεν μπορούμε να βγάλουμε κάποιο χρήσιμο συμπέρασμα για το αν πράγματι το δίκτυο έγινε πιο ενεργειακά αποδοτικό μετά την εκτέλεση του αλγόριθμου  $TC$ .
- Αν  $K_{max} = 1.5$  και  $K_{min} = 0.8$ , τα οποία αντιστοιχούν σε τιμές καρτών δικτύων που μπορεί να βρει κάποιος σήμερα [9], τότε ο παραπάνω λόγος έχει τιμή 1.4. Επίσης όμως ο λόγος  $\frac{E[F']}{E[F]} = 2$  και συνεπώς δεν ισχύει η ανισότητα (3.9). Δηλαδή, στο παράδειγμα του Σχήματος 3.4, η απευθείας μετάδοση είναι πιο αποδοτική από την πολυβηματική μετάδοση. Αξίζει να σημειωθεί ότι αν χρησιμοποιούσαμε την Εξοικονόμηση Ενέργειας Τριγωνικής Ανισότητας θα είχαμε καταλήξει στο αντίθετο συμπέρασμα.



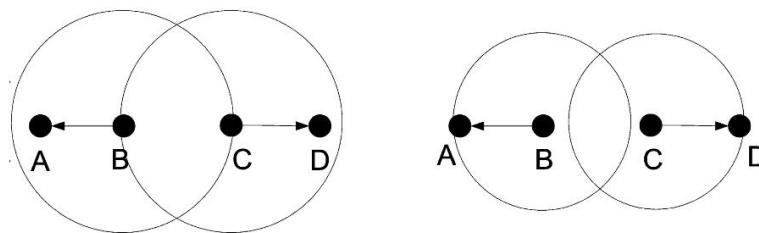
Από την παραπάνω ανάλυση συνάγεται ότι η υπερβολική μείωση της ισχύος εκπομπής και συνεπώς η υπερβολική αύξηση των αναμεταδόσεων μπορεί να οδηγήσει σε μία ενεργειακά κατώτερη τοπολογία. Στο μέλλον βέβαια μπορούν να κατασκευαστούν ακόμα καλύτερες κάρτες δικτύου οι οποίες να έχουν πράγματι πολύ μεγαλύτερη ισχύ εκπομπής σε σύγκριση με την ισχύ λήψης.

Στη συνέχεια αυτού του κεφαλαίου γίνεται αναφορά σε άλλους στόχους του Ελέγχου Τοπολογίας που επιτυγχάνονται μέσω της μείωσης της ισχύος εκπομπής, όπως είναι αύξηση της χωρητικότητας του δικτύου.

### 3.2.3 Χωρική Επαναχρησιμοποίηση

Ο στόχος της αύξησης της χωρικής επαναχρησιμοποίησης σχετίζεται άμεσα με την αύξηση της χωρητικότητας του αυτοργανούμενου δικτύου και με τη μείωση των παρεμβολών και των συγκρούσεων στο MAC επίπεδο. Παρά το γεγονός ότι υπήρχαν πρόσφατα διάφορες αντιδράσεις στη σημασία του Έλεγχου Τοπολογίας προς τη συγκεκριμένη κατεύθυνση, για παράδειγμα στη δημοσίευση [1], δύο πρόσφατες δημοσιεύσεις, μία θεωρητική [13] και μία πειραματική [2], ξεκαθάρισαν το τοπίο υπέρ του Έλεγχου Τοπολογίας όσον αφορά στην αύξηση της χωρητικότητας ενός αυτοργανούμενου δικτύου.

Η βασική ιδέα πίσω από τη λογική του Ελέγχου Τοπολογίας στην αύξηση της χωρητικότητας ενός αυτοργανούμενου δικτύου φαίνεται γραφικά στο Σχήμα 3.5, το οποίο αναφέρεται συχνά ως το πρόβλημα του εκτεθειμένου Τερματικού (*The Exposed Terminal Problem*). Αναλυτικότερα, ας υποθέσουμε ότι ο κόμβος  $B$  θέλει να στείλει στον κόμβο  $A$  και ότι ο κόμβος  $C$  θέλει να στείλει στον κόμβο  $D$ . Τότε, στην αρχική τοπολογία (αριστερά), οι κόμβοι  $B$  και  $C$  δεν θα στείλουν ταυτόχρονα καθώς θα θεωρήσουν ότι οι μεταδόσεις τους παρεμβάλλουν. Αντίθετα, στην τοπολογία με μειωμένη ισχύ εκπομπής (δεξιά) οι κόμβοι  $B$  και  $C$  δεν είναι γείτονες και μπορούν να μεταδώσουν ταυτόχρονα καθώς δεν αντιλαμβάνονται την ύπαρξη άλλης μετάδοσης πακέτου. Άρα, με τη μείωση της ισχύος εκπομπής αυξήθηκε η χωρική επαναχρησιμοποίηση. Στην αρχική τοπολογία γίνεται μία μετάδοση στη μονάδα του χρόνου ενώ στην τελική δύο μεταδόσεις.



**Σχήμα 3.5:** Αύξηση της χωρικής επαναχρησιμοποίησης με τη μείωση της ισχύος εκπομπής των κόμβων  $B$  και  $C$ .

Αξίζει να τονιστεί ότι το ερώτημα βέλτιστης τοπολογίας η οποία μεγιστοποιεί τη χωρητικότη-

τα ενός αυτοργανούμενου δικτύου δεν έχει ακόμα απαντηθεί. Βέβαια είναι κοινή πεποίθηση πολλών ερευνητών της παγκόσμιας κοινότητας ότι δεν υπάρχει μία συγκεκριμένη απάντηση στο εν λόγω ερώτημα, καθώς εξαρτάται από πολλούς παράγοντες που επηρεάζουν ταυτόχρονα όλα τα επίπεδα της στοιβας των πρωτοκόλλων.

Επίσης, μία σειρά από ερευνητικές προσεγγίσεις παρουσιάζουν αλγόριθμους που λαμβάνουν υπόψιν τους μετρικά τα οποία επιδιώκουν να μειώσουν τη συνολική παρεμβολή που εμφανίζεται σε ένα αυτοργανούμενο δίκτυο χωρίς να προσπαθούν άμεσα να μειώσουν την ισχύ εκπομπής των κόμβων. Ειδικότερα, σε αυτές τις δημοσιεύσεις (για παράδειγμα στη δημοσίευση [33]) οι ερευνητές ισχυρίζονται ότι όσον αφορά στη χωρική επαναχρησιμοποίηση και στον υπολογισμό της παρεμβολής σε ένα αυτοργανούμενο δίκτυο, η βέλτιστη τοπολογία δεν θα είναι κοντά σε μία τοπολογία με όσο το δυνατόν μικρότερες ζεύξεις, όπως για παράδειγμα ένας γράφος Minimum Spanning Tree (*MST*) του αρχικού γράφου επικοινωνίας, αλλά θα περιέχει και αρκετές μεγάλου μήκους ζεύξεις. Αξίζει να σημειωθεί ότι η αλγοριθμική ανάλυση στις παραπάνω δημοσιεύσεις πραγματοποιείται μόνο σε εκφυλισμένες περιπτώσεις αυτοργανούμενων δικτύων, όπως δίκτυα μίας διάστασης. Συνεπώς απαιτούνται κατάλληλες γενικεύσεις και προσομοιώσεις των αντίστοιχων αλγόριθμων ώστε να αξιολογηθεί η αποτελεσματικότητα τους στη μείωση των παρεμβολών σε περιπτώσεις πιο ρεαλιστικών δικτύων. Στην παρούσα εργασία δεν θα εξετάσουμε περισσότερο αυτές τις περιπτώσεις αλγόριθμων.

### 3.3 Κρίσιμη Ακτίνα Εκπομπής

Στην ενότητα αυτή γίνεται αναφορά σε ένα πολύ χαρακτηριστικό φαινόμενο του Ελέγχου Τοπολογίας, το οποίο αρχικά παρουσιάστηκε υπό διαφορετική μορφή το 1997 στη δημοσίευση [28]. Αρχικά ορίζεται η έννοια της κρίσιμης ακτίνας εκπομπής ενός αυτοργανούμενου δικτύου.

**Ορισμός 3.6.** *Ας υποθέσουμε ότι έχουμε  $n$  κόμβους τοποθετημένους σε μία κλειστή ευκλείδεια περιοχή  $R = [0, l]^d$ ,  $d = 1, 2, 3$ , ακολουθώντας μία συγκεκριμένη κατανομή, και ότι όλοι οι κόμβοι έχουν την ίδια ακτίνα εκπομπής  $r$ . Η ελάχιστη τιμή της ακτίνας  $r$ , η οποία εγγυάται ένα συνδεδεμένο γράφο επικοινωνίας, ονομάζεται κρίσιμη ακτίνα εκπομπής (*Critical Transmission Range, CTR*).*

Στον παραπάνω ορισμό πρέπει να τονιστεί ότι όλοι οι κόμβοι έχουν την ίδια ακτίνα εκπομπής. Κάτι τέτοιο προκύπτει είτε σε δίκτυα τα οποία έχουν έναν *TC* αλγόριθμο που απαιτεί οι κόμβοι να εκπέμπουν πάντα με την ίδια ισχύ, είτε σε εκείνα που δεν υπάρχει καθόλου αλγόριθμος ελέγχου ισχύος εκπομπής (*Power Control*). Η κρίσιμη ακτίνα εκπομπής έχει μεγάλη σημασία, γιατί αν μπορεί να υπολογιστεί εύκολα σε ένα αυτοργανούμενο δίκτυο, τότε όλοι οι κόμβοι θα εκπέμπουν με αυτή την ακτίνα και το δίκτυο θα παραμένει σίγουρα συνδεδεμένο. Το παρακάτω θεώρημα (Θεώρημα 3.1), που δίνεται χωρίς απόδειξη (σελίδα 40 στο [30]), χρησιμοποιείται στην πράξη για την εύρεση της κρίσιμης ακτίνας εκπομπής σε αυτοργανούμενα δίκτυα.

**Θεώρημα 3.1.** *Έστω  $n$  κόμβοι τοποθετημένοι σε μία κλειστή περιοχή  $R = [0, l]^d$ ,  $d = 1, 2, 3$ . Το *CTR* της τοπολογίας είναι ίσο με το μήκος της μέγιστης ακμής του *MST**

(*Minimum Spanning Tree*) του γράφου επικοινωνίας του δικτύου.

Συνεπώς, για την εύρεση του *CTR* αρκεί να υπολογίσουμε τον *MST* γράφο του αρχικού γράφου επικοινωνίας και έπειτα να βρούμε τη μέγιστη ακμή του. Κάτι τέτοιο όμως δεν μπορεί να γίνει μέσω ενός καταναμετημένου αλγόριθμου γιατί η δημιουργία του *MST* απαιτεί καθολική πληροφορία (την ακριβή θέση όλων των κόμβων στο δίκτυο), η οποία μπορεί να αποκτηθεί σε ένα καταναμετημένο σύστημα μόνο μέσω ανταλλαγής μεγάλης ποσότητας μηνυμάτων. Συνεπώς, η εκτίμηση του *CTR* είναι κάτι που δεν μπορεί να πραγματοποιηθεί σε ρεαλιστικά σενάρια και εναλλακτικές προσεγγίσεις πρέπει να αναζητηθούν.

### 3.3.1 Φαινόμενο Γιγαντιαίου Υπογράφου - Giant Component Phenomenon (GCP)

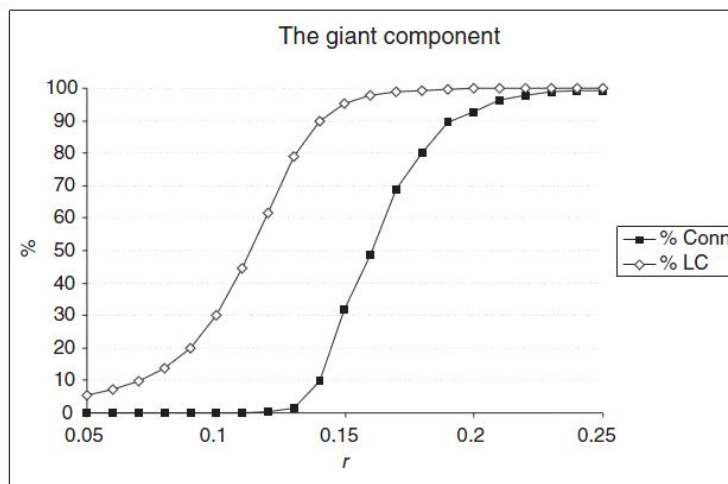
Έχοντας ορίσει τα παραπάνω, ήρθε η ώρα να γίνει αναφορά στο Φαινόμενο Γιγαντιαίου Υπογράφου ή αλλιώς Giant Component Phenomenon (GCP). Σύμφωνα με αυτό, η πιθανότερη μορφή ενός αυτοργανούμενου δικτύου είναι αυτή ενός γράφου στον οποίο οι περισσότεροι κόμβοι είναι συνδεδεμένοι μεταξύ τους, σχηματίζοντας έτσι ένα μεγάλο υπογράφο συνδεδεμένων κόμβων, και όχι ενός γράφου που αποτελείται από πολλούς και μικρούς υπογράφους συνδεδεμένων κόμβων. Στη συνέχεια παρουσιάζεται ξεχωριστά στο φαινόμενο αυτό για το μοντέλο Επιπέδου Δικτύου και το μοντέλου Φυσικού Επιπέδου (Ενότητες 2.3.2 και 2.3.3 αντίστοιχα).

#### 3.3.1.1 GCP στο Μοντέλο Επιπέδου Δικτύου

Έστω ότι οι  $n$  τυχαία τοποθετημένοι κόμβοι ενός Ad Hoc δικτύου έχουν αρχική ακτίνα εκπομπής  $r_{initial} = 0$  και ότι υπολογίζεται το  $CTR = r_{CTR}$  του δικτύου. Υποθέτουμε ότι δύο κόμβοι είναι γείτονες σύμφωνα με το μοντέλο Επιπέδου Δικτύου που παρουσιάστηκε στην Ενότητα 2.3.2. Επίσης, έστω ότι οι κόμβοι αρχίζουν όλοι μαζί να αυξάνουν την ισχύ εκπομπής σταδιακά από την τιμή 0 στην τιμή  $CTR$ , και ότι σε κάθε μία τιμή ακτίνας υπολογίζεται η ασθενής συνδεσιμότητα (ποσοστιαίο μετρικό, έστω  $LC$ , που παρουσιάστηκε στην Ενότητα 3.2.1.2). Επίσης έστω ότι εκτελείται η συγκεκριμένη διαδικασία πολλές φορές και υπολογίζεται η μέση τιμή της ισχυρής συνδεσιμότητας ανά ακτίνα εκπομπής (ποσοστιαίο μετρικό, έστω  $Conn$ , που παρουσιάστηκε στην Ενότητα 3.2.1.1). Σύμφωνα με το Φαινόμενο Γιγαντιαίου Υπογράφου, το  $LC$  θα έχει μεγάλες τιμές ακόμα και για αρκετά μικρές τιμές της ακτίνας εκπομπής, ενώ το  $Conn$  θα είναι πολύ μικρό μέχρι μία συγκεκριμένη τιμή, και έπειτα θα αυξηθεί απότομα τείνοντας γρήγορα προς την τιμή 1. Δηλαδή, καθώς η ακτίνα αυξάνεται, γρήγορα πολλοί κόμβοι θα συνδεθούν μεταξύ τους σχηματίζοντας έτσι ένα μεγάλο σύνολο συνδεδεμένων κόμβων (*giant component*), ενώ αντίθετα πάντα θα υπάρχουν κάποιοι απομακρυσμένοι κόμβοι οι οποίοι δεν θα συνδέονται με το βασικό πυρήνα κόμβων, παρά μόνο όταν μεγαλώσει αρκετά η ακτίνα (ο λόγος που το  $Conn$  παραμένει μικρό μέχρι μία συγκεκριμένη τιμή ακτίνας εκπομπής). Προφανώς, όταν η ακτίνα τείνει στην τιμή  $CTR$  τότε και τα δύο ποσοστά ( $LC$  και  $Conn$ ) πρέπει να τείνουν στη μονάδα.

Ένα γραφικό παράδειγμα της παραπάνω ιδέας εμφανίζεται στο βιβλίο [30] και για λόγους πληρότητας φαίνεται στο Σχήμα 3.6. Αναλυτικότερα, έστω ότι έχουμε  $N = 100$  κόμβους

τοποθετημένους ομοιόμορφα στο Ευκλείδιο τετράγωνο  $[0, 1]^2$ . Ακολουθώντας την πορεία που περιγράφηκε παραπάνω υπολογίζονται τα δύο ποσοστά  $LC$  και  $Conn$  ανά ακτίνα εκπομπής.



**Σχήμα 3.6:** Το  $LC$  έχει μεγάλες τιμές ακόμα και όταν η ακτίνα εκπομπής είναι πολύ μικρότερη από την  $CTR$  ακτίνα. Αντίθετα, το  $Conn$  αργεί να αυξηθεί, αλλά από μία τιμή ακτίνας και μετά αυξάνεται πολύ γρήγορα. Η τελευταία παρατήρηση είναι γνωστή και ως Φαινόμενο Κατωφλίου (Threshold Phenomenon).

### 3.3.1.2 GCP στο Μοντέλο Φυσικού Επιπέδου

Στο μοντέλο Φυσικού Επιπέδου το Φαινόμενο Γιγαντιαίου Υπογράφου δεν ισχύει, κάτι που αποδεικνύεται πρώτη φορά στη δημοσίευση [8]. Συγκεκριμένα, η βασική ιδέα της απόδειξης είναι ότι, ενώ στο μοντέλο Επιπέδου Δικτύου κάθε κόμβος μπορεί να συνδεθεί με όλους τους κόμβους που βρίσκονται μέσα στην ακτίνα εκπομπής του, κάτι τέτοιο δεν ισχύει στο μοντέλο Φυσικού Επιπέδου. Αναλυτικότερα, το πλήθος των γειτόνων που μπορεί ένας κόμβος να έχει ταυτόχρονα είναι άνω φραγμένο από ένα μικρό αριθμό, γεγονός που εμποδίζει την ταυτόχρονη σύνδεση των κόμβων με περισσότερους γείτονες (Θεώρημα 3.2).

Έστω ένα αυτοργανούμενο δίκτυο  $n$  κόμβων και ένας θετικός αριθμός  $\beta$  που αντιστοιχεί στο κατώφλι επικοινωνίας του σηματοθορυβικού λόγου και ένας θετικός αριθμός  $\gamma \in [0, 1]$  ο οποίος ονομάζεται κέρδος επεξεργασίας. Τότε γνωρίζουμε από την Ενότητα 2.3.3 ότι ο κόμβος  $i$  επικοινωνεί με τον κόμβο  $j$  αν:

$$SINR_{i,j} = \frac{p_t(i) \cdot g_{i,j} \cdot d_{i,j}^{-\alpha}}{N_j + \gamma \cdot \sum_{k \neq i}^n p_t(k) \cdot g_{k,j}} \geq \beta \quad (3.10)$$

Ισχύει το παρακάτω θεώρημα του οποίου η απόδειξη παραλείπεται αλλά μπορεί να βρεθεί στη δημοσίευση [8].

**Θεώρημα 3.2.** Έστω ότι έχουμε  $n$  κόμβους σε ένα αυτοργανούμενο δίκτυο που επικοινωνούν μεταξύ τους χρησιμοποιώντας το μοντέλο Φυσικού Επιπέδου. Κάθε κόμβος μπορεί να έχει το μέγιστο  $1 + \frac{1}{\gamma \cdot \beta}$  γείτονες.

Ας δούμε ορισμένες οριακές περιπτώσεις:

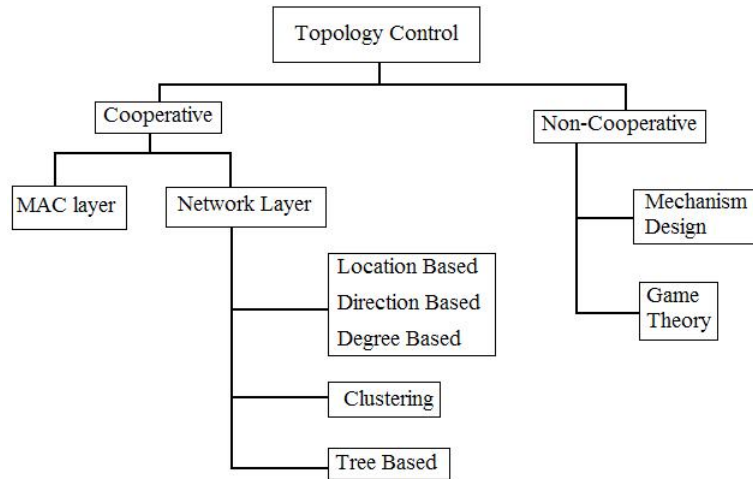
- Για  $\gamma = 0$  έχουμε πρακτικά την εκφυλισμένη περίπτωση του Επιπέδου Δικτύου. Ο κόμβος μπορεί να συνδεθεί με όσους γείτονες βρίσκονται εντός της ακτίνας εκπομπής.
- Για  $\beta \cong 0$  ομοίως με παραπάνω. Ο κόμβος μπορεί δυνητικά να συνδεθεί με όσους γείτονες θέλει εντός της ακτίνας εκπομπής.
- Για  $\gamma = 1$  ο κάθε κόμβος πρακτικά μπορεί να συνδέεται το πολύ με άλλον έναν κόμβο κάθε χρονική στιγμή, διαφορετικά για να μπορεί να συνδεθεί με 2 κόμβους θα πρέπει  $\beta \leq 0.1$  ( $\beta \leq -10dB$ ) (τιμή που είναι υπερβολικά μικρή για τις σύγχρονες κάρτες δικτύου).

Παρατηρείται λοιπόν ότι χρησιμοποιώντας το μοντέλο Φυσικού Επιπέδου, οι κόμβοι δεν μπορούν την ίδια χρονική στιγμή να είναι συνδεδεμένοι με πολλούς γείτονες. Συνεπώς, το Φαινόμενο Γιγαντιαίου Υπογράφου δεν ισχύει υπό το πολύ αυστηρό μοντέλο του Φυσικού Επιπέδου παρά το γεγονός ότι επαληθεύεται στην πράξη μέσω προσομοιώσεων. Το τελευταίο εξηγείται μέσω της πολύπλεξης που επιβάλλεται στην πράξη στο Φυσικό Επίπεδο. Για παράδειγμα, μέσω μιας τεχνικής πολλαπλής πρόσβασης (π.χ. TDMA, CDMA, FDMA, SDMA) οι κόμβοι μπορούν να μειώσουν τις παρεμβολές αφού θα συνεργάζονται μέσω ενός συστήματος πολύπλεξης (χρόνου, φάσματος, κώδικα, χώρου αντίστοιχα). Σε ένα αυτοργανούμενο δίκτυο που βασίζεται σε τεχνικές τυχαίας πρόσβασης (π.χ. CSMA/CA) οι κόμβοι παρακολουθούν το κοινό μέσο μετάδοσης και προσπαθούν να εκπέμπουν όποτε έχουν μικρή παρεμβολή. Με άλλα λόγια, στην πράξη παρατηρείται το Φαινόμενο Γιγαντιαίου Υπογράφου, γιατί οι κόμβοι επικοινωνούν όχι σε μία δεδομένη “σχισμή” (φάσματος, χρόνου, κ.α.) αλλά σε ένα διάστημα σχισμών και ψάχνουν για γείτονες μέσα σε αυτό το διάστημα.

### 3.4 Ταξινόμηση Μηχανισμών Ελέγχου Τοπολογίας

Στην ενότητα αυτή παρουσιάζεται περιληπτικά μία ταξινόμηση των διαφόρων μηχανισμών Ελέγχου Τοπολογίας. Να επισημάνουμε ότι δεν είναι στόχος αυτής της εργασίας, να περιγράψει σε βάθος όλους τους διαφορετικούς μηχανισμούς Ελέγχου Τοπολογίας καθώς για κάτι τέτοιο μπορεί κανείς να ανατρέξει στα [30], [19] και [17].

Μία ταξινόμηση των διαφόρων τεχνικών φαίνεται στο Σχήμα 3.7. Ένας πολύ βασικός αρχικός διαχωρισμός είναι μεταξύ συνεργατικών (*cooperative*) και μη-συνεργατικών (*non-cooperative*) μηχανισμών. Παρά το γεγονός ότι ο Έλεγχος Τοπολογίας έχει αναπτυχθεί, κατά κύριο λόγο, μέσω συνεργατικών αλγόριθμων, πρόσφατα ερευνήθηκε και η ύπαρξη μη-συνεργατικών μηχανισμών που χρησιμοποιούν ως μαθηματικό υπόβαθρο τη Θεωρία Παιγνίων. Αναφορικά με τους συνεργατικούς μηχανισμούς, διακρίνονται σε δύο κατηγορίες: Σε αυτούς που λειτουργούν στο Επίπεδο *MAC* της στοίβας πρωτοκόλλων και σε αυτούς που λειτουργούν στο Επίπεδο Δικτύου. Όσον αφορά στο πρώτο είδος αλγόριθμων Ελέγχου Τοπολογίας δεν γίνεται περαιτέρω αναφορά στην παρούσα διπλωματική εργασία.



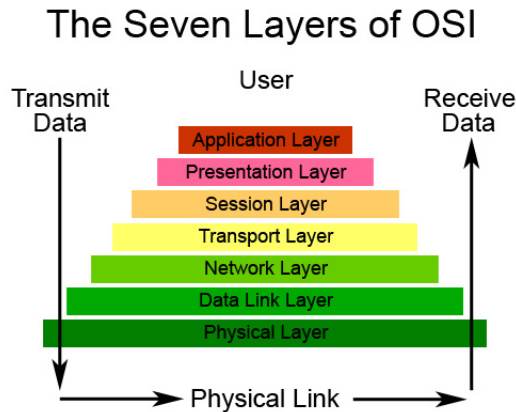
Σχήμα 3.7: Ταξινόμηση των διαφόρων μηχανισμών Ελέγχου Τοπολογίας.

Μέσα στο πλαίσιο του Επιπέδου Δικτύου έχουν αναπτυχθεί πολλοί και διαφορετικοί αλγόριθμοι, οι οποίοι μπορούν να διαφοροποιηθούν και να ταξινομηθούν με διάφορους τρόπους. Μία παραδοσιακή τεχνική ταξινόμησης βασίζεται στην “ποσότητα” της πληροφορίας που απαιτείται ώστε να εκτελεστεί ο αλγόριθμος.

- **Αλγόριθμοι βασισμένοι στη θέση (Location Based):** Υπάρχουν τεχνικές που απαιτούν οι κόμβοι να γνωρίζουν την ακριβή τους θέση στο χώρο κάθε χρονική στιγμή. Κάτι τέτοιο μπορεί να δίνεται από ένα σύστημα *GPS* χαμηλής ισχύος. Οι συγκεκριμένες τεχνικές απαιτούν μεγάλο όγκο πληροφορίας και για το λόγο αυτό είναι περισσότερο ενδιαφέρουσες για το μαθηματικό και αλγοριθμικό τους υπόβαθρο. Χαρακτηριστικό παράδειγμα είναι ο αλγόριθμος *LMST* που παρουσιάστηκε στη δημοσίευση [26].
- **Αλγόριθμοι βασισμένοι στη κατεύθυνση (Direction Based):** Η πληροφορία που απαιτείται σε αυτούς τους αλγόριθμους είναι η κατεύθυνση των γειτόνων τους και όχι η ακριβής τους θέση όπως συμβαίνει στην προηγούμενη περίπτωση. Η κατεύθυνση των γειτόνων μπορεί να υπολογιστεί μέσω κατευθυντικών κεραιών που μπορεί να είναι εφοδιασμένοι οι κόμβοι. Χαρακτηριστικό παράδειγμα είναι ο γνωστός αλγόριθμος *CBTC* που παρουσιάστηκε στη δημοσίευση [34].
- **Αλγόριθμοι βασισμένοι στο βαθμό κόμβου (Degree Based):** Ο όρος βαθμός κόμβου αναφέρεται στο πλήθος των γειτόνων που έχει ο κόμβος. Η πληροφορία που απαιτείται από αυτούς του αλγόριθμους, είναι να γνωρίζουν πόσους και ποιούς γείτονες έχουν καθώς και να μπορούν να τους κατατάξουν ως προς ένα κριτήριο, όπως η απόσταση ή η ποιότητα ζεύξης. Οι τελευταίες τεχνικές είναι αυτές που απαιτούν τη λιγότερη πληροφορία και οι πιο εύκολα υλοποιήσιμες στην πράξη.

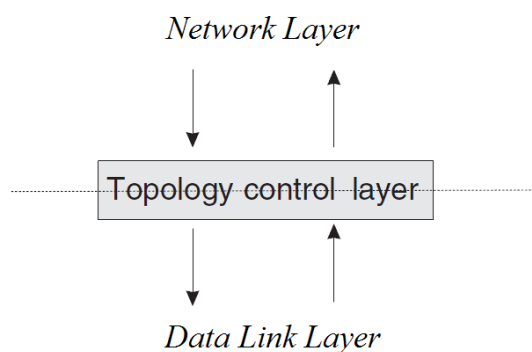
Η εργασία αυτή αρχικά επικεντρώθηκε σε τεχνικές που ανήκουν στην τελευταία από τις παραπάνω κατηγορίες (κεφάλαιο 4) και έπειτα σε νέες μη-συνεργατικές τεχνικές Ελέγχου Τοπολογίας μέσω της χρησιμοποίησης Θεωρίας Παιγνίων (κεφάλαιο 6).

### 3.5 Έλεγχος Τοπολογίας και η Στοιβά Πρωτοκόλλων



**Σχήμα 3.8:** Γραφική απεικόνιση των 7 στρωμάτων του OSI [27].

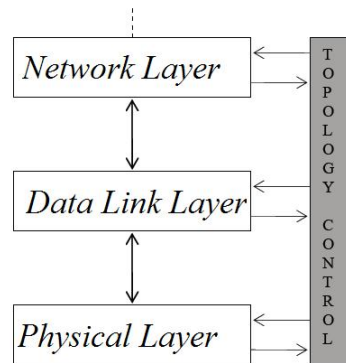
Ένα πολύ σημαντικό ερώτημα που μένει να απαντηθεί ώστε να γίνει κατανοητή η σημασία και η χρησιμότητα των μηχανισμών Ελέγχου Τοπολογίας είναι η λειτουργία των συγκεκριμένων αλγόριθμων στη στοιβά πρωτοκόλλων των ασυρμάτων δικτύων. Αναφορικά με το συγκεκριμένο ζήτημα, να επισημανθεί ότι δεν υπάρχει ξεκάθαρη άποψη στη βιβλιογραφία, καθώς ακόμα και σήμερα, αποτελεί ένα ανοικτό ερευνητικό ζήτημα. Βέβαια, η επικρατούσα άποψη, και αυτή που ενστερνίζεται και η παρούσα εργασία, είναι ότι οι μηχανισμοί Ελέγχου Τοπολογίας δεν αποτελούν ένα επίπεδο από μόνοι τους, αλλά λειτουργούν ως ένας αποδοτικός τρόπος κάθετης διασύνδεσης των κλασικών και γενικά αποδεκτών στρωμάτων του *OSI* [35]. Στο Σχήμα 3.8 φαίνεται μία γραφική απεικόνιση του εν λόγω προτύπου. Ο Έλεγχος Τοπολογίας λοιπόν, αποτελεί μία κατά βάση διαστρωματική τεχνική που μπορεί δυνητικά να χρησιμοποιήσει δεδομένα από τα τρία κατώτερα επίπεδα του *OSI*, τα οποία επεξεργάζεται και έπειτα εξάγει τη δική του πληροφορία πίσω σε αυτά.



**Σχήμα 3.9:** Έλεγχος Τοπολογίας ανάμεσα στα επίπεδα 2 και 3 της στοιβάς πρωτοκόλλων.

Για να γίνει πιο εύκολα κατανοητή η θέση και η λειτουργία των μηχανισμών Ελέγχου Τοπολογίας, ας υποθεθεί ότι βρίσκεται ανάμεσα στα επίπεδα 2 και 3 δηλαδή ανάμεσα στο *Data Link Layer* (ή αλλιώς *MAC Layer*) και στο Στρώμα Δικτύου (*Network Layer*),

όπως φαίνεται στο Σχήμα 3.9. Τότε, ο Έλεγχος Τοπολογίας μπορεί να λάβει από το *Data Link Layer* τους άμεσους γείτονες του κόμβου και να στείλει σε αυτό πληροφορία για την ισχύ εκπομπής που πρέπει να έχει ο κόμβος. Είναι πιθανόν ο κόμβος με τη νέα ισχύ να έχει διαφορετικούς γείτονες, πληροφορία που θα ξαναστείλει στο μηχανισμό Ελέγχου Τοπολογίας και συνεπώς θα προκαλέσει την επανεκτέλεσή του.



Σχήμα 3.10: Έλεγχος Τοπολογίας μεταξύ και των τριών κατώτερων δικτυακών επιπέδων.

Παράλληλα όμως, ο Έλεγχος Τοπολογίας επικοινωνεί με το Επίπεδο Δικτύου. Στέλνει σε αυτό τους άμεσους γείτονες ή αποφασίζει κατά πόσο το Επίπεδο Δικτύου πρέπει να αναζητήσει νέα μονοπάτια μέσα στο αυτοργανούμενο δίκτυο. Τέλος, το Επίπεδο Δικτύου μπορεί να ζητήσει την εκτέλεση του μηχανισμού Ελέγχου Τοπολογίας στην περίπτωση που διαθέτει πολλές ενδείξεις ότι η τοπολογική οργάνωση του δικτύου δεν είναι η επιθυμητή (μεγάλες καθυστερήσεις, υπερβολικά λίγοι άμεσοι γείτονες, αποσύνδεση από το υπόλοιπο δίκτυο εξαιτίας χαμηλής ισχύος εκπομπής, κ.α.).

Τοποθετώντας λοιπόν τον Έλεγχο Τοπολογίας μεταξύ αυτών των δύο στρωμάτων, αποκρύβεται και μεταβάλλεται με κατάλληλο τρόπο μέρος της πληροφορίας που ανταλλάσσεται μεταξύ των επιπέδων, όπως η λίστα των άμεσων γειτόνων, με στόχο την αύξηση των χαρακτηριστικών ποιότητας Υπηρεσίας (*QoS*) του αυτοργανούμενου δικτύου.

Αξίζει να σημειωθεί ότι ενώ στο Σχήμα 3.9 το επίπεδο Ελέγχου Τοπολογίας φαίνεται να είναι ανάμεσα στα επιπέδα 2 και 3, αυτό αποτελεί μία εκφυλισμένη περίπτωση στην οποία ο Έλεγχος Τοπολογίας επικοινωνεί με μόνο δύο επίπεδα. Για παράδειγμα, στο Σχήμα 3.10 παρουσιάζεται γραφικά μία δεύτερη περίπτωση του μηχανισμού Ελέγχου Τοπολογίας στο στρώμα πρωτοκόλλων, στην οποία ο *TC* αλγόριθμος λαμβάνει πληροφορία και από τα τρία κατώτερα στρώματα. Αναφορικά με την πληροφορία που μπορεί να λάβει από το φυσικό στρώμα, αυτή μπορεί να είναι ο θόρυβος περιβάλλοντος, ο σηματοθορυβικός λόγος των ζεύξεων, το είδος και τα χαρακτηριστικά της διαμόρφωσης του σήματος, κ.α.

Στην εργασία αυτή αρχικά (κεφάλαιο 4) προτείνεται ένας διαστρωματικός αλγόριθμος *TC* (ο *NRN*) που ακολουθεί το Σχήμα 3.9, ενώ στο κεφάλαιο 6 προτείνεται ο αλγόριθμος *PTC* που βασίζεται στη δεύτερη προσέγγιση Ελέγχου Τοπολογίας.



### 3.6 Κατευθυντήριες Γράμμες για το Σχεδιασμό Αλγόριθμου TC

Στην παράγραφο αυτή παρουσιάζουμε τις κατευθυντήριες γραμμές για το σχεδιασμό ενός επιτυχημένου μηχανισμού Ελέγχου Τοπολογίας. Οι γραμμές αυτές θα ακολουθηθούν σε μεγάλο βαθμό για τον σχεδιασμό TC αλγόριθμων στην παρούσα εργασία και με βάση αυτών των κατευθύνσεων θα γίνεται η αξιολόγηση των αποτελεσμάτων.

- **Κατανεμημένος Αλγόριθμος.** Οι κεντροποιημένοι αλγόριθμοι απαιτούν οι κόμβοι να γνωρίζουν πληροφορίες για όλο το αυτοργανούμενο δίκτυο, και κάτι τέτοιο, εξαιτίας της κατανεμημένης φύσης των συγκεκριμένων δικτύων, είναι συνήθως μη εφαρμόσιμο.
- **Χρησιμοποίηση Τοπικών Πληροφοριών.** Οι κόμβοι πρέπει να μπορούν να πάρουν αποφάσεις για τη συμπεριφορά τους χρησιμοποιώντας μόνο τοπική πληροφορία έτσι ώστε να είναι πιο εύκολη η υλοποίηση του αλγόριθμου.
- **Χαμηλή Πολυπλοκότητα Ανταλλαγής Μηνυμάτων (*Message Complexity*).** Ο αλγόριθμος δεν θα πρέπει να απαιτεί εκτεταμένη ανταλλαγή μηνυμάτων μεταξύ των κόμβων καθώς κάτι τέτοιο μπορεί να αντισταθμίσει την αύξηση της χωρητικότητας και της ενεργειακής απόδοσης του δικτύου.
- **Χαμηλή Υπολογιστική Πολυπλοκότητα (*Computational Complexity*).** Ο TC αλγόριθμος θα πρέπει να απαιτεί χαμηλή υπολογιστική ισχύ των κόμβων, διαφορετικά θα καταναλώνει μεγάλο μέρος των ενεργειακών αποθεμάτων των κόμβων ή δεν θα μπορεί να ανταπεξέλθει στο γρήγορα μεταβαλλόμενο περιβάλλον των Ad Hoc δικτύων.
- **Χρόνος Σύγκλισης (*Convergence Time*).** Ο TC αλγόριθμος θα πρέπει να μπορεί σε μικρό χρονικό διάστημα να καταλήξει στην τελική TC τοπολογία έτσι ώστε να μπορεί να χρησιμοποιηθεί αργότερα σε περιπτώσεις γρήγορα μεταβαλλόμενων Ad Hoc δικτύων.
- **Συμμετρικές TC Τοπολογίες.** Με τον όρο συμμετρικές τοπολογίες εννοούμε πως αν ένας τυχαίος κόμβος  $A$  μπορεί να στείλει ένα πακέτο σε ένα κόμβο  $B$  τότε θα πρέπει να μπορεί και ο δεύτερος να στείλει στον πρώτο. Παρά το γεγονός ότι υπάρχουν λόγοι ένα αυτοργανούμενο δίκτυο να υποστηρίζει ασύμμετρες ζεύξεις, προσομοιώσεις έδειξαν ότι η επιπλέον πολυπλοκότητα μηνυμάτων που επιφέρει, αντισταθμίζει τα προτερήματα χρησιμοποίησής τους ([21]).



## Κεφάλαιο 4

# Νέος $TC$ Αλγόριθμος στο Επίπεδο Δικτύου: $NRN$

Στο κεφάλαιο αυτό παρουσιάζεται αναλυτικά ένας διαστρωματικός  $TC$  αλγόριθμος που ανήκει στην κατηγορία των συνεργατικών αλγόριθμων του Επίπεδου Δικτύου. Πιο συγκεκριμένα, ο αλγόριθμος αυτός, που ονομάζεται  $NRN$ , *Nearest Random Neighbors*, αποτελεί ένα μηχανισμό βασισμένο στο βαθμό κόμβου και συνεπώς απαιτεί από τους κόμβους να γνωρίζουν μόνο το πλήθος των γειτόνων τους και να μπορούν να τους κατατάξουν ανάλογα με την απόσταση. Αναλυτικότερα στο κεφάλαιο αυτό:

- Αρχικά ορίζονται και παρουσιάζονται ορισμένες αναγκαίες έννοιες που σχετίζονται άμεσα με τους μηχανισμούς Ελέγχου Τοπολογίας της κατηγορίας που θα αναλύσουμε (*Degree Based TC algorithms*),
- Έπειτα, παρουσιάζεται συνοπτικά ο αλγόριθμος  $K$ -*Neigh* ο οποίος είναι ένας από τους πιο διαδεδομένους και πετυχημένους αλγόριθμους Ελέγχου Τοπολογίας [3].
- Τέλος, αναλύεται πλήρως ο αλγόριθμος  $NRN$  [16], και πιο συγκεκριμένα:
  - τα κίνητρα που οδήγησαν στο συγκεκριμένο αλγόριθμο,
  - η μαθηματική ανάλυση του αλγόριθμου,
  - διάφορα σενάρια προσομοιώσεων και συγκρίσεων με το πρωτόκολλο  $K$ -*Neigh*.

### 4.1 Εισαγωγικές Έννοιες

Σε αυτή την Ενότητα εισάγονται και περιγράφονται οι έννοιες του βαθμού κόμβου και της συνδεσιμότητας με υψηλή πιθανότητα σε αυτοργανούμενα δίκτυα.

#### 4.1.1 Βαθμός Κόμβου - Node Degree

Ο βαθμός κόμβου αποτελεί μία τυπική παράμετρο που χρησιμοποιείται στην πράξη για να ποσοτικοποιήσει την αναμενόμενη παρεμβολή ενός κόμβου από τους γείτονές του σε ένα

αυτοργανούμενο δίκτυο. Ο βαθμός κόμβου περιγράφει τον αριθμό των γειτόνων που έχει ο κόμβος. Αν ένας κόμβος έχει πολλούς γείτονες, τότε στο MAC επίπεδο θα έχει πολλούς ανταγωνιστές και συνεπώς αυξημένες συγκρούσεις (υποθέτοντας την ύπαρξη ενός πρωτοκόλλου MAC τύπου τυχαίας πρόσβασης), κάτι που θα μειώνει τη ρυθμοαπόδοση του δικτύου και θα αυξάνει την κατανάλωση ενέργειας, αφού θα χρειάζονται αρκετές προσπάθειες εκπομπής ενός πακέτου μέχρι την επιτυχημένη λήψη του. Πιο συγκεκριμένα:

**Ορισμός 4.7.** Έστω ένας γράφος επικοινωνίας  $G = (V, E_{com})$  ενός αυτοργανούμενου δικτύου ο οποίος έχει προέλθει από την εφαρμογή ενός αλγόριθμου Ελέγχου Τοπολογίας. Για έναν κόμβο  $u \in V$  ο λογικός βαθμός του κόμβου  $u$  στο γράφο  $G$  ορίζεται ως:

$$LDegree(u) = |(v \in V : (u, v) \in E_{com})| \quad (4.1)$$

Ο παραπάνω ορισμός αποτελεί τον κλασικό ορισμό του βαθμού ενός κόμβου σε ένα γράφο στη Θεωρία Γραφημάτων ([7]). Στην περίπτωση των Ad Hoc δικτύων όμως υπάρχει το εξής ενδεχόμενο: Έστω ένας κόμβος  $u$  ο οποίος έχει μεγαλύτερη ισχύ από έναν κόμβο  $v$  και ο δεύτερος είναι μέσα στην ακτίνα εκπομπής του πρώτου, αλλά όχι το αντίστροφο. Τότε με βάση τον τέταρτο σχεδιαστικό κανόνα (Ενότητα 3.6), η ζεύξη αυτή είναι ασύμμετρη και δεν θα εμφανίζεται στο γράφο επικοινωνίας. Συνεπώς οι λογικοί βαθμοί των δύο κόμβων  $u$  και  $v$  δεν είναι τόσο αντιπροσωπευτικοί του επιπέδου παρεμβολής που αντιμετωπίζουν οι κόμβοι, αφού δεν λαμβάνουν υπόψιν αυτές τις περιπτώσεις. Για το λόγο αυτό, για τη σύγκριση TC αλγόριθμων χρησιμοποιείται στην πράξη και ο επόμενος ορισμός βαθμού κόμβων, ο οποίος ονομάζεται φυσικός βαθμός κόμβου.

**Ορισμός 4.8.** Έστω ένας γράφος επικοινωνίας  $G = (V, E_{com})$  ενός αυτοργανούμενου δικτύου ο οποίος έχει προέλθει από την εφαρμογή ενός αλγόριθμου Ελέγχου Τοπολογίας. Για έναν κόμβο  $u \in V$  ο φυσικός βαθμός του κόμβου  $u$  στο γράφο  $G$  είναι το πλήθος των κόμβων που βρίσκονται μέσα στην ακτίνα κάλυψής του όταν εκπέμπει με την ελάχιστη απαιτούμενη ισχύ για να φτάσει το μακρύτερο κόμβο στο  $G$ :

$$PDegree(u) = |(v \in V : distance(u, v) \leq_{(u,w) \in E_{com}} distance(u, w))| \quad (4.2)$$

Με βάση τους δύο παραπάνω ορισμούς εύκολα μπορεί κανείς να εξάγει ότι ο φυσικός βαθμός κόμβου θα είναι πάντα μεγαλύτερος ή ίσος με το λογικό βαθμό του κόμβου. Τέλος, πρέπει να επισημανθεί ότι στη βιβλιογραφία έχουν προταθεί πολλά και διαφορετικά μετρικά για την όσο το δυνατόν πιο ρεαλιστική εκτίμηση των παρεμβολών που συναντά ένας κόμβος σε ένα αυτοργανούμενο δίκτυο. Τα παραπάνω είναι δύο από τα πιο διαδεδομένα μετρικά, τουλάχιστον στον ερευνητικό χώρο του Ελέγχου Τοπολογίας.

#### 4.1.2 Συνδεσιμότητα με Υψηλή Πιθανότητα

Στην παράγραφο 3.2.1 αναφέρθηκε ότι η συνδεσιμότητα ενός Ad Hoc δικτύου πρέπει να διατηρείται μετά την εφαρμογή ενός τυπικού μηχανισμού Ελέγχου Τοπολογίας που τείνει να μειώσει τις ισχύες εκπομπών των κόμβων. Όμως, με βάση το Θεώρημα 3.1, αν ένας

αλγόριθμος διατηρεί τη συνδεσιμότητα, τότε το άνω όριο του φυσικού βαθμού ενός κόμβου είναι  $n - 1$ , όπου  $n$  το πλήθος των κόμβων στο αυτοργανούμενο δίκτυο. Συνεπώς, αν το ζητούμενο είναι ένας αλγόριθμος ο οποίος μπορεί να εγγυηθεί μικρότερες τιμές του φυσικού βαθμού των κόμβων, ώστε να γνωρίζει κανείς ένα μέγιστο όριο παρεμβολής, τότε πρέπει αναγκαστικά να αρθεί ο περιορισμός της συνδεσιμότητας και να χρησιμοποιηθεί η έννοια της συνδεσιμότητας με υψηλή πιθανότητα. Εύκολα κανείς μπορεί να κατανοήσει ότι η τελευταία έννοια αναφέρεται στην περίπτωση που ο αλγόριθμος Ελέγχου Τοπολογίας δεν εγγυάται με απόλυτη σιγουριά τη συνδεσιμότητα σε όλες τις περιπτώσεις, αλλά σε μεγάλο ποσοστό των θεωρούμενων τοπολογιών. Ένας από τους πιο γνωστούς και επιτυχημένους αλγόριθμους που εγγυάται συνδεσιμότητα με υψηλή πιθανότητα είναι ο *K-Neigh* αλγόριθμος [2].

## 4.2 *K-Neigh* Αλγόριθμος

Στην Ενότητα αυτή περιγράφονται περιληπτικά τα βασικά σημεία του *K-Neigh* πρωτόκολλου. Αρχικά ορίζεται η έννοια του γράφου *K-γειτόνων* (*K-neighbors Graph*) και στη συνέχεια παρουσιάζονται ορισμένα μαθηματικά αποτελέσματα τα οποία οδήγησαν σε αυτή την προσέγγιση.

**Ορισμός 4.9.** Έστω ένα σύνολο  $N$  κόμβων και έστω ένας δοσμένος αριθμός  $K$ , με  $0 < K \leq |N| - 1$ . Ονομάζεται *K-neighbors Graph* πάνω στο σύνολο  $N$  και συμβολίζεται με  $G_K = (N, E_K)$  τον κατευθυνόμενο γράφο που προκύπτει από τη σύνδεση κάθε κόμβου με τους  $K$  κοντινότερους γείτονες. Ο γράφος αυτός είναι κατευθυνόμενος καθώς είναι πολύ πιθανόν ένας κόμβος  $A$  να θεωρεί έναν κόμβο  $B$  ότι είναι μέσα στους  $K$  κοντινότερους του, αλλά να μην ισχύει το αντίστροφο.

Όπως έχει ήδη αναφερθεί, η ύπαρξη ασύμμετρων γράφων επικοινωνίας δυσχεραίνει τα διάφορα πρωτόκολλα επικοινωνίας στη στοιβία πρωτοκόλλων και έτσι πρέπει να αποφεύγονται. Για το λόγο αυτό ορίζονται οι εξής δύο γράφοι:

**Ορισμός 4.10.** Έστω ένα σύνολο  $N$  κόμβων,  $K$  ένας δοσμένος αριθμός, με  $0 < K \leq |N| - 1$  και έστω ο *K-neighbors Graph*  $G_K = (N, E_K)$ . Ονομάζεται *συμμετρικός υπεργράφος K-γειτόνων* (*Symmetric K-neighbors SuperGraph*) πάνω στο σύνολο  $N$  και συμβολίζεται με  $G_K^+ = (N, E_K^+)$ , το μη-κατευθυνόμενο γράφο με ακμές  $(u, v) \in E_K^+$ , αν και μόνο αν  $(u, v) \in E_K$  ή  $(v, u) \in E_K$ .

**Ορισμός 4.11.** Έστω ένα σύνολο  $N$  κόμβων,  $K$  ένας δοσμένος αριθμός, με  $0 < K \leq |N| - 1$  και έστω ο *K-neighbors Graph*  $G_K = (N, E_K)$ . Ονομάζεται *συμμετρικός υπογράφος K-γειτόνων* (*Symmetric K-neighbors SubGraph*) πάνω στο σύνολο  $N$  και συμβολίζεται με  $G_K^- = (N, E_K^-)$ , το μη-κατευθυνόμενο γράφο με ακμές  $(u, v) \in E_K^-$ , αν και μόνο αν  $(u, v) \in E_K$  και  $(v, u) \in E_K$ .

Πιο απλά, ο συμμετρικός υπογράφος *K-γειτόνων* ( $G_K^-$ ) είναι εκείνος που προκύπτει όταν αφαιρούνται οι μη-κατευθυνόμενες ακμές, ενώ ο συμμετρικός υπεργράφος *K-γειτόνων* ( $G_K^+$ ), όταν μετατρέπονται οι κατευθυνόμενες ακμές σε μη-κατευθυνομένες. Στην περίπτωση των

αυτοργανούμενων δικτύων ο δεύτερος γράφος επικοινωνίας δεν έχει νόημα, καθώς αναγκάζει αυθαίρετα έναν κόμβο να επικοινωνεί με περισσότερους γείτονες. Κάτι τέτοιο όμως μπορεί να μην είναι εφικτό, αφού οι κόμβοι έχουν άνω φράγμα την αρχική ισχύ εκπομπής τους.

Ο *K-Neigh* αλγόριθμος είναι ένας υπολογιστικά απλός και κατανεμημένος αλγόριθμος που δημιουργεί τον  $(G_K^-)$  με υψηλή πιθανότητα συνδεσιμότητας χρησιμοποιώντας μόνο τοπική πληροφορία. (Παρουσιάζεται στον Αλγόριθμο 1.)

---

**Algorithm 1:** *K-Neigh* αλγόριθμος (για τυχαίο κόμβο  $v_i$ )

---

**Input:** Αρχική ακτίνα εκπομπής  $R_i$ , αριθμός  $K$

**Output:** Τελική ακτίνα/ισχύς εκπομπής  $r_i$

Αποστολή HELLO μηνύματος με μέγιστη ισχύς εκπομπής,

Εύρεση και κατάταξη γειτόνων με βάση την απόστασή τους στην τοπολογία μέγιστης ισχύος (αρχική τοπολογία),

Επιλογή των  $K$  πιο κοντινών γειτόνων,

Ειδοποίηση όλων των γειτόνων για το νέο πίνακα γειτνίασης,

Λήψη πινάκων γειτόνων από τους γείτονες,

Απομάκρυνση ασύμμετρων ζεύξεων,

Εκτέλεση Σταδίου Αποκοπής Ζεύξεων, *Pruning Stage*. (Προαιρετικό)

---

Δύο σημεία πρέπει σίγουρα να διευκρινιστούν στη λειτουργία του *K-Neigh*. Το πρώτο είναι ο τρόπος με τον οποίο κάθε κόμβος εκτιμά την απόσταση από τους γείτονές του, και το δεύτερο το προαιρετικό στάδιο που ονομάστηκε στον παραπάνω αλγόριθμο Στάδιο Αποκοπής Ζεύξεων (*Pruning Stage*).

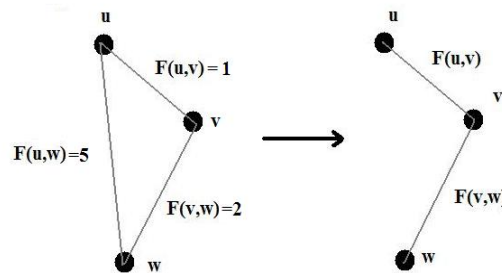
Όσον αφορά στην ικανότητα εκτίμησης της απόστασης των γειτόνων, στη βιβλιογραφία έχουν προταθεί διάφοροι τρόποι, μεταξύ των οποίων είναι οι εξής δύο:

- *Radio Signal Strength Indicator (RSSI)*. Η απόσταση εκτιμάται με τη σύγκριση της ισχύος του εκπεμπόμενου σήματος, με την ισχύ του σήματος που λήφθηκε στο δέκτη. Ενώ από την μία αυτή η τεχνική δεν απαιτεί επιπλέον κυκλωματικές δυνατότητες, καθώς τα *RSSI* κυκλώματα υπάρχουν ήδη ενσωματωμένα σε πολλές κάρτες δικτύου, από την άλλη η ακρίβεια της συγκεκριμένης μεθόδου για την εκτίμηση της απόστασης μεταξύ πομπού και δέκτη είναι φραγμένη από την ακρίβεια της εκτίμησης του συντελεστή απωλειών. Το τελευταίο όμως είναι μία ιδιαίτερα απαιτητική διαδικασία, ειδικά σε εσωτερικούς χώρους και σε χώρους με εμπόδια. ([20])
- *Time of Arrival*. Η εκτίμηση της απόστασης γίνεται μέσω της σύγκρισης του χρόνου άφιξης (*ToA*, *Time of Arrival*) από σήματα διαφορετικού τύπου, όπως ακουστικά σήματα. Αυτές οι τεχνικές μπορούν να λειτουργήσουν παράλληλα με τις προηγούμενες τεχνικές και έτσι δίνουν πολύ καλύτερη ακρίβεια. Βέβαια, οι τεχνικές αυτές απαιτούν οι κόμβοι να διαθέτουν κατάλληλα κυκλώματα.

Τέλος όσον αφορά στο *Pruning Stage* μπορεί κανείς να ανατρέξει στη δημοσίευση [2] για μία πλήρη και ακριβή εξήγησή του. Στο σημείο αυτό μπορούμε να περιγράψουμε τη βασική

ιδέα πίσω από αυτόν το μηχανισμό. Αρχικά, ας ορίσουμε την έννοια της πλεονάζουσας ακμής μέσα στο πλαίσιο του *K-Neigh* αλγόριθμου.

**Ορισμός 4.12.** Έστω ένας συμμετρικός γράφος επικοινωνίας  $G_{com} = (V, E_{com})$  και έστω ένας δοσμένος αριθμός  $q > 0$ . Έστω επίσης τρεις κόμβοι  $u, v$  και  $w$  όπως φαίνονται στο Σχήμα 4.1. Τέλος, έστω μία συνάρτηση βάρους των ακμών  $\mathcal{F} : E_{com} \rightarrow \mathbb{R}^+$ . Στη περίπτωση των αυτοργανούμενων δικτύων αυτή η συνάρτηση μπορεί να είναι η απόσταση μεταξύ των κόμβων ή η ισχύς εκπομπής. Θα ονομάζεται μία ακμή, έστω η  $(u, w)$ , πλεονάζουσα αν υπάρχουν ακμές  $(u, v)$ ,  $(v, w)$  τέτοιες ώστε  $\mathcal{F}(u, v) + \mathcal{F}(v, w) < q \cdot \mathcal{F}(u, w)$ .



**Σχήμα 4.1:** Γραφική απεικόνιση πλεονάζουσας ακμής.

Ο παραπάνω ορισμός θεωρεί πως μία ακμή είναι πλεονάζουσα όταν υπάρχει ένας τρίτος κόμβος που μπορεί να χρησιμοποιηθεί ως ενδιάμεσος κόμβος ώστε να αυξηθεί η ενεργειακή απόδοση του δικτύου. Η παράμετρος  $q$  συχνά ισούται με την μονάδα αλλά μπορεί κανείς να χρησιμοποιήσει οποιαδήποτε άλλη τιμή. Μία τιμή  $q > 1$  σημαίνει ότι η ακμή θα θεωρείται πιο δύσκολα ως πλεονάζουσα. Για παράδειγμα, για  $q$  υπερβολικά μεγάλο, θεωρητικά άπειρο, η ανισότητα  $\mathcal{F}(u, v) + \mathcal{F}(v, w) < q \cdot \mathcal{F}(u, w)$  δεν θα μπορεί να ικανοποιηθεί για κανένα  $u, v, w$  και συνεπώς, καμία ακμή δεν θεωρείται πλεονάζουσα. Το *Pruning Stage* λοιπόν βρίσκει αυτές τις πλεονάζουσες ακμές και τις αφαιρεί από το γράφο επικοινωνίας έτσι ώστε να αφαιρεθούν οι ενεργειακά ασύμφωρες ακμές.

Στο σημείο αυτό είναι ευκαιρία να τονιστεί ότι η υπερβολική αφαίρεση ακμών ή αλλιώς η υπερβολική αραιώση των γράφων επικοινωνίας, μπορεί στην πράξη να οδηγήσει σε μείωση της χωρητικότητας του δικτύου, καθώς ορισμένοι κόμβοι θα λειτουργήσουν ως σημείο συμφόρησης εξαιτίας των υπερβολικών αναμεταδόσεων.

### 4.3 *NRN* Αλγόριθμος

Η συμβολή του συγκεκριμένου αλγόριθμου είναι διττή:

- Αρχικά μελετάται ο αντίκτυπος της μη-ομοιόμορφης κατανομής κόμβων στην επαγόμενη τοπολογία από έναν κλασικό *TC* αλγόριθμο που εγγυάται συνδεσιμότητα με υψηλή πιθανότητα, και έπειτα παρουσιάζεται η αναποτελεσματικότητά του να διατηρήσει τα

ποσοστά συνδεσιμότητας υψηλά σε αυτές τις περιπτώσεις. Πιο συγκεκριμένα, ο *K-Neigh* αλγόριθμος είχε σχεδιαστεί μόνο για περιπτώσεις στις οποίες οι κόμβοι βρίσκονται ομοιόμορφα κατανομημένοι σε ένα ευκλείδειο χώρο δύο διαστάσεων (ευκλείδειο επίπεδο). Όπως θα δούμε παρακάτω, η αποτελεσματικότητα του αλγόριθμου μειώνεται απότομα σε περιπτώσεις στις οποίες οι κόμβοι είναι μη-ομοιόμορφα τοποθετημένοι σε δύο ή τρεις διαστάσεις, κάτι που είναι πολύ πιθανό να εμφανιστεί σε πρακτικές εφαρμογές.

- Έπειτα, με κίνητρο την προηγούμενη παρατήρηση προτείνουμε τον *Nearest Random Neighbor - NRN* αλγόριθμο, ως έναν κατανομημένο και ασύγχρονο μηχανισμό που έχει ίδια υπολογιστική πολυπλοκότητα και πολυπλοκότητα ανταλλαγής μηνυμάτων με τον *K-Neigh* αλγόριθμο. Η ανάλυση και οι προσομοιώσεις δείχνουν ότι ο προτεινόμενος αλγόριθμος διατηρεί πολύ υψηλά ποσοστά συνδεσιμότητας ακόμα και σε περιπτώσεις αρκετά μη-ομοιόμορφων κατανομών κόμβων, ενώ παράλληλα διατηρεί σε χαμηλά επίπεδα τόσο τους λογικούς, όσο και τους φυσικούς βαθμούς κόμβων.

Στη συνέχεια, στην Ενότητα 4.3.1 παρουσιάζεται μέσω προσομοιώσεων το κίνητρο που οδήγησε στον *NRN* μηχανισμό, στο 4.3.2 περιγράφονται οι δύο παραλλαγές του αλγόριθμου και τέλος στο 4.3.3 παρουσιάζονται σενάρια προσομοίωσης που εκτελέστηκαν καθώς και τα αποτελέσματα που προέκυψαν.

### 4.3.1 Επίδραση της Μη-ομοιόμορφης Τοπολογίας

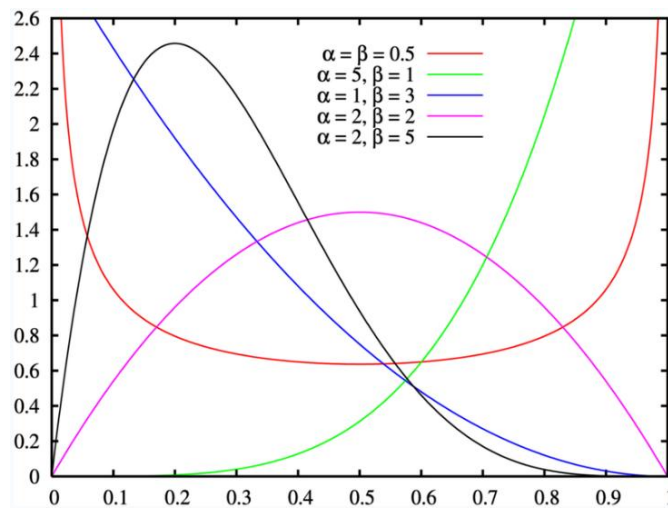
Σε ένα τυπικό σενάριο ενός ασύρματου αυτοργανούμενου δικτύου, ένα σύνολο  $V = \{v_1, v_2, \dots, v_n\}$  από  $n$  κόμβους στο επίπεδο (ή στο χώρο) δημιουργεί ένα γράφο επικοινωνίας  $G_{com} = (V, E_{com})$ . Θεωρούμε το μοντέλο Επιπέδου Δικτύου όπως αυτό παρουσιάστηκε στην Ενότητα 2.3.2. Η ακτίνα εκπομπής και ο λογικός βαθμός κάθε κόμβου συμβολίζονται με  $R_i$  και  $d_i$  αντίστοιχα. Επίσης, συμβολίζουμε τη μέση τιμή των βαθμών όλων των κόμβων και τη μέση τιμή της ακτίνας με  $\bar{D}_G$  και με  $\bar{R}_G$  αντίστοιχα.

Οι περισσότεροι μηχανισμοί Ελέγχου Τοπολογίας που υπάρχουν στη βιβλιογραφία έχουν σχεδιαστεί με την έμμεση ή άμεση υπόθεση ότι οι κόμβοι του δικτύου βρίσκονται ομοιόμορφα τοποθετημένοι σε ένα επίπεδο. Στην πραγματικότητα όμως η κατανομή των κόμβων ενός δικτύου απέχει πολύ από το να είναι ομοιόμορφη στις περισσότερες περιπτώσεις. Μάλιστα, σε περιπτώσεις κινούμενων αυτοργανούμενων δικτύων, που έχουν αρχικά τοποθετηθεί ομοιόμορφα και οι κόμβοι ακολουθούν κίνηση που καθορίζουν πολύ γνωστά μοντέλα, ο γράφος επικοινωνίας τείνει να γίνεται πιο πυκνός στο κέντρο του και πιο αραιός στα άκρα του [5]. Οι μέχρι τώρα *TC* αλγόριθμοι, που εγγυώνται συνδεσιμότητα με υψηλή πιθανότητα, δεν έχουν μελετηθεί αν διατηρούν τα ίδια ποσοστά συνδεσιμότητας σε αυτές τις περιπτώσεις.

Στις προσομοιώσεις αυτού του κεφαλαίου και προκειμένου να μελετηθεί η επίδραση μη-ομοιόμορφων κατανομών κόμβων χρησιμοποιήθηκε η  $\beta(X_\alpha, X_\beta)$  κατανομή ως ένα μοντέλο μη-ομοιόμορφης κατανομής κόμβων. Οι λόγοι που χρησιμοποιήθηκε η συγκεκριμένη κατανομή είναι οι εξής δύο:



- Αρχικά, η  $\beta$  κατανομή είναι μία συνεχής κατανομή η οποία περιορίζεται μέσα στο διάστημα  $[0, 1]^d$ , όπου  $d$  η διάσταση του χώρου τοποθέτησης ( $d = 2$  ή  $3$ ). Αντίθετα, αν χρησιμοποιούσαμε την κανονική κατανομή θα υπήρχαν κόμβοι οι οποίοι θα βρίσκονταν υπερβολικά μακριά από άλλους στην αρχική τοπολογία, κάτι που δεν είναι ρεαλιστικό.
- Η  $\beta$  κατανομή επιτρέπει την ρύθμιση της μορφής της μέσω δύο παραμέτρων. Μάλιστα, η ομοιόμορφη κατανομή μπορεί να προκύψει από την  $\beta$  κατανομή με κατάλληλη ρύθμιση των παραμέτρων. Η συνάρτηση πυκνότητας πιθανότητας της  $\beta(X_\alpha, X_\beta)$  κατανομής φαίνεται στο Σχήμα 4.2 για διαφορετικές τιμές των παραμέτρων  $X_\alpha$  και  $X_\beta$ .



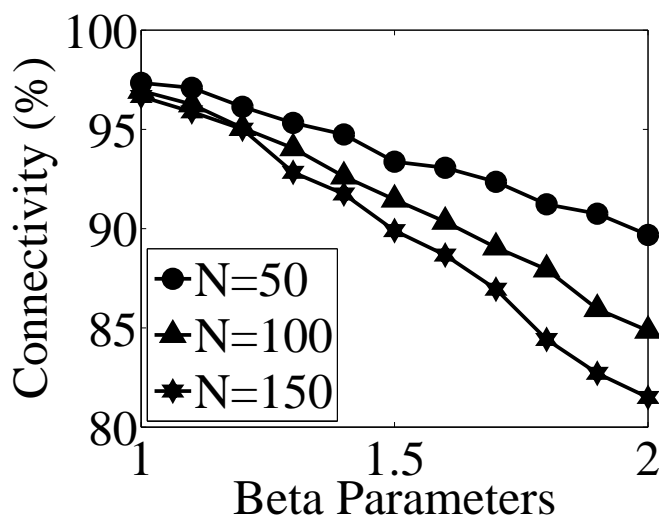
**Σχήμα 4.2:** Συνάρτηση πυκνότητα πιθανότητας της  $\beta(X_\alpha, X_\beta)$  κατανομής για διάφορες τιμές των παραμέτρων της. Στο παραπάνω διάγραμμα  $\alpha = X_\alpha$  και  $\beta = X_\beta$ .

- Για  $X_\alpha = X_\beta = 1$  προκύπτει η ομοιόμορφη κατανομή.
- Για  $X_\alpha > 1$  και  $X_\beta > 1$  προκύπτει μία *unimodal* κατανομή που σημαίνει ότι αυξάνεται μέχρι ενός σημείου και έπειτα μειώνεται. Κάτι τέτοιο είναι πολύ χρήσιμο για την περίπτωση αυτοργανούμενου δικτύου που αποτελείται από κινητούς κόμβους, καθώς σε αυτή την περίπτωση η κατανομή των κόμβων πρέπει να είναι πιο πυκνή στο κέντρο του χώρου τοποθέτησης και πιο αραιά προς τα άκρα. Συνεπώς, μέσω της ρύθμισης των τιμών  $X_\alpha$  και  $X_\beta$  με τιμές μεγαλύτερες της μονάδας μπορούμε να κάνουμε την κατανομή των κόμβων όλο και πιο πυκνή προς το κέντρο του χώρου τοποθέτησης.

Χρησιμοποιώντας τις παραπάνω παρατηρήσεις εκτελέστηκαν τα παρακάτω σενάρια προσομοίωσης για τον αλγόριθμο *K-Neigh*. Στη δημοσίευση [2] δείχνεται μέσω προσομοιώσεων ότι μία καλή τιμή για την μεταβλητή  $K$  είναι η τιμή 9 για τις περιπτώσεις ομοιόμορφης τοποθέτησης κόμβων σε δύο διαστάσεις.

#### 4.3.1.1 Δισδιάστατες και Τρισδιάστατες Τοπολογίες

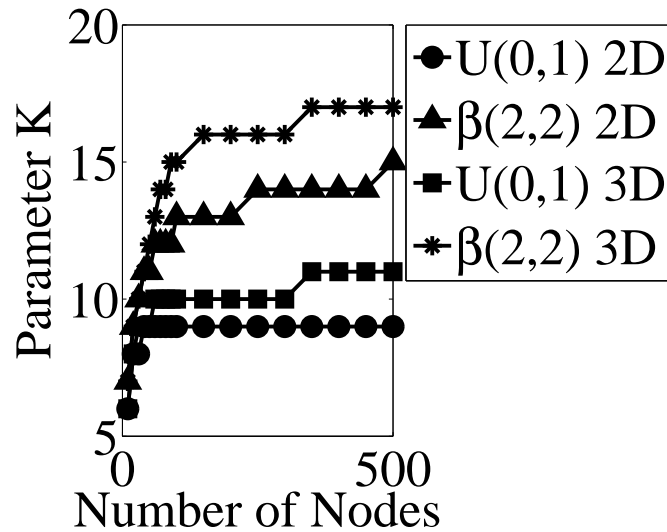
Στο Σχήμα 4.3 απεικονίζεται η επίδραση της μη-ομοιόμορφης κατανομής στα ποσοστά συνδεσιμότητας του  $K$ -Neigh αλγόριθμου καθώς αυξάνονται οι τιμές των παραμέτρων της  $\beta$  κατανομής. Θεωρείται ότι  $X_\alpha = X_\beta$  έτσι ώστε η κατανομή να είναι συμμετρική. Για κάθε τιμή  $n = 50, 100, 150$  κόμβων παράχθηκαν 10000 τυχαίες τοπολογίες κόμβων και εκτελέστηκε ο  $K$ -Neigh με  $K = 9$ . Αρχικά παρατηρήθηκε ότι για την ομοιόμορφη κατανομή ο αλγόριθμος  $K$ -Neigh πράγματι πετυχαίνει ποσοστά συνδεσιμότητας μεγαλύτερα από την οριακή τιμή του 95%. Θεωρείται ότι το 95% ποσοστό συνδεσιμότητας είναι το κατώτερο όριο ποσοστού συνδεσιμότητας το οποίο πρέπει να μπορεί ένας αλγόριθμος Ελέγχου Τοπολογίας να εγγυηθεί. Η τιμή αυτή έχει χρησιμοποιηθεί στη βιβλιογραφία σε αντίστοιχους αλγόριθμους [2], [30]. Παρατηρούμε στο Σχήμα 4.3, ότι τα ποσοστά συνδεσιμότητας μειώνονται γρήγορα κάτω από την οριακή τιμή του 95%. Μάλιστα, όσο πιο πυκνό είναι το δίκτυο, τόσο πιο γρήγορα μειώνονται τα συγκεκριμένα ποσοστά. Συνεπώς, η τιμή  $K = 9$  δεν είναι αρκετή για να κρατήσει υψηλά τα ποσοστά συνδεσιμότητας σε μη-ομοιόμορφες κατανομές τοποθέτησης κόμβων.



**Σχήμα 4.3:** Εξάρτηση της συνδεσιμότητας στον  $K$ -Neigh αλγόριθμο από τις τιμές των παραμέτρων  $X_\alpha, X_\beta$  της  $\beta$  κατανομής. Θεωρούμε ότι  $X_\alpha = X_\beta$ .

Επίσης, εκτελείται το εξής σενάριο προσομοίωσης, του οποίου τα αποτελέσματα απεικονίζονται στο Σχήμα 4.4. Για διάφορες τιμές του  $n$  στο διάστημα  $[10 - 500]$  και για τέσσερις διαφορετικές κατανομές τοποθέτησης κόμβων (δύο σε 2 διαστάσεις και δύο σε 3 διαστάσεις) υπολογίζουμε την ελάχιστη τιμή του  $K$  ώστε να έχουμε ποσοστό συνδεσιμότητας μεγαλύτερο από 95%. Σε κάθε μία διάσταση επιλέξαμε να συγκρίνουμε τις τιμές του  $K$  που προκύπτουν για την ομοιόμορφη κατανομή με μία σχετικά ανομοιόμορφη που προκύπτει από την  $\beta$  κατανομή με τιμές παραμέτρων ίσες με 2. Αρχικά παρατηρούμε ότι πράγματι στην ομοιόμορφη κατανομή δύο διαστάσεων η τιμή  $K = 9$  είναι αρκετή για την επίτευξη υψηλών ποσοστών συνδεσιμότητας. Αντίθετα, για όλες τις υπόλοιπες περιπτώσεις παρατηρούμε ότι κάτι τέτοιο δεν ισχύει, και μάλιστα ότι δεν υπάρχει ένας αντίστοιχος “μαγικός” αριθμός, όπως υπάρχει το  $K = 9$

για την ομοιόμορφη κατανομή σε δύο διαστάσεις.



**Σχήμα 4.4:** Επιλογή της ελάχιστης τιμής της παραμέτρου  $K$  στον αλγόριθμο  $K$ -Neigh που εγγυάται 95% ποσοστό συνδεσιμότητας σε 4 διαφορετικές κατανομές τοποθέτησης κόμβων. Οι όροι 2D, 3D αναφέρονται σε τοπολογίες δύο και τριών διαστάσεων και οι  $\beta(2,2)$ ,  $U(0,1)$  στην  $\beta$  και ομοιόμορφη κατανομή αντίστοιχα.

### 4.3.2 Περιγραφή του *NRN* Αλγόριθμου

Στην παράγραφο αυτή εισάγεται και αναλύεται ένας πιθανοτικός αλγόριθμος Ελέγχου Τοπολογίας που διατηρεί τη συνδεσιμότητα με υψηλή πιθανότητα, ακόμα και για πολύ έντονα ανομοιόμορφες χωρικές κατανομές τοποθέτησης των κόμβων. Πιο συγκεκριμένα, στην υποενότητα 4.3.2.1 και 4.3.2.2 περιγράφεται ο αλγόριθμος, ενώ στην υποενότητα 4.3.2.3 περιγράφεται μία βελτιωμένη μορφή του αλγόριθμου.

#### 4.3.2.1 Βασικός *NRN* Αλγόριθμος

Στον αλγόριθμο *NRN*, ο στόχος είναι να μειωθεί η ακτίνα εκπομπής σε μία μικρότερη τιμή από ότι η αρχική ακτίνα κάθε κόμβου, έτσι ώστε να διατηρηθούν κατά το δυνατόν οι ενεργειακοί πόροι και να μειωθεί η παρεμβολή. Αυτό επιτυγχάνεται με την επιλογή ενός υποσυνόλου από τους αρχικούς γείτονες για έναν κόμβο  $u_i \in V$  και έπειτα με τη μείωση της ισχύος εκπομπής ανάλογα με τη μικρότερη δυνατή τιμή που απαιτείται έτσι ώστε να διασφαλίσουμε την επικοινωνία με τον πιο μακρινό γείτονα ανάμεσα σε αυτούς που επιλέχτηκαν. Υποθέτουμε λοιπόν, όπως ακριβώς γίνεται και στο  $K$ -Neigh πρωτόκολλο ότι οι κόμβοι έχουν την ικανότητα να εκτιμήσουν την απόσταση που έχουν από τους γείτονές τους. Στη βασική μορφή του *NRN*, η νέα τιμή  $X_i$  του βαθμού  $d_i$  ενός κόμβου  $i$  θα επιλεγεί τυχαία σύμφωνα με μία κατανομή πιθανότητας στο εύρος  $[1, d_i]$ . Έτσι, η νέα τιμή του βαθμού του κόμβου  $X_i$  γίνεται μία τυχαία μεταβλητή.

Από τη στιγμή που έχει επιλεγεί το πλήθος των γειτόνων, ο κόμβος επιλέγει για γείτονες του τους  $X_i$  πιο κοντινούς γείτονες και η ακτίνα εκπομπής του γίνεται ίση με την απόσταση του πιο μακρινού επιλεγμένου γείτονά του. Από την παραπάνω περιγραφή, καθώς και από τον αλγόριθμο 2 προκύπτει ότι ο *NRN* είναι κατανεμημένος, πλήρως ασύγχρονος και πως απαιτείται πολύ λίγη πληροφορία που αποκτάται από την γειτονιά κάθε κόμβου. Συγκεκριμένα, όσον αφορά στην πολυπλοκότητα ανταλλαγής μηνυμάτων, σε κάθε εκτέλεση του αλγόριθμου, ο κόμβος πρέπει να στείλει δύο μηνύματα ακριβώς. Συνεπώς η πολυπλοκότητα ανταλλαγής μηνυμάτων του αλγόριθμου είναι ακριβώς  $2n$ .

---

**Algorithm 2:** Βασικός *NRN* αλγόριθμος (για τυχαίο κόμβο  $v_i$ )
 

---

**Input:** Αρχική ακτίνα εκπομπής  $R_i$

**Output:** Τελική ακτίνα/ισχύς εκπομπής  $r_i$

Αποστολή HELLO μηνύματος με μέγιστη ισχύ εκπομπής,

Εύρεση γειτόνων στην τοπολογία μέγιστης ισχύος (αρχική τοπολογία),

Υπολογισμός αρχικού λογικού βαθμού κόμβου  $d_i$ ,

Κατάταξη των γειτόνων με βάση την απόστασή τους,

Τυχαία επιλογή με βάση μία συγκεκριμένη κατανομή μίας τιμής μεταξύ

$[1, d_i]$ ,  $X_i \leftarrow [1, d_i]$ ,

Διατήρηση μόνο των πιο κοντινών  $X_i$  γειτόνων,

Ειδοποίηση όλων των γειτόνων για το νέο πίνακα γειτόνων,

Λήψη πινάκων γειτόνων από τους γείτονες,

Απομάκρυνση ασύμμετρων ζεύξεων,

Εκτέλεση *Pruning Stage*.

---

Πρέπει να προστεθεί ότι στο τέλος της κεντρικής λειτουργίας του *NRN* πραγματοποιούνται επιπλέον ενέργειες για να μετατραπεί ο ασύμμετρος γράφος επικοινωνίας σε συμμετρικό. Επίσης κάθε κόμβος πραγματοποιεί ένα *Pruning Stage*, όμοιο με αυτό που παρουσιάστηκε στο *K-Neigh* πρωτόκολλο για την αφαίρεση των μη-ενεργειακών ζεύξεων από το γράφο επικοινωνίας. Οι παραπάνω δύο ενέργειες δεν απαιτούν την ανταλλαγή περισσότερων μηνυμάτων. Τέλος, πρέπει να διευκρινιστεί ότι στον αλγόριθμο *NRN* επιλέγεται ο λογικός και όχι ο φυσικός βαθμός κάθε κόμβου, καθώς ο κόμβος δεν είναι σε θέση να γνωρίζει όλους τους κόμβους στους οποίους παρεμβάλλει η δική του εκπομπή.

Στη συνέχεια παρουσιάζονται ορισμένα χαρακτηριστικά γραφικά παραδείγματα στα οποία ο αλγόριθμος *K-Neigh* δεν είναι σε θέση να διατηρήσει τη συνδεσιμότητα του δικτύου σε αντίθεση με τον *NRN* αλγόριθμο. Στα Σχήματα 4.5, 4.6, 4.7 απεικονίζονται ο αρχικός, ο *K-Neigh* και ο *NRN* γράφος επικοινωνίας σε ορισμένες χαρακτηριστικές περιπτώσεις έτσι ώστε να φανεί η διαφορά μεταξύ των δύο αλγόριθμων. Να σημειωθεί ότι με τον όρο αρχικό γράφο επικοινωνίας εννοούμε αυτόν τον γράφο που προκύπτει όταν οι ισχύες των κόμβων είναι οι μέγιστες δυνατές και ίσες με την τιμή *CTR* της κατανομής τοποθέτησής τους. Στο σημείο αυτό να σημειωθεί ότι η αρχικές ισχύες των κόμβων θα μπορούσαν να έχουν οποιαδήποτε άλλη τιμή μεγαλύτερη από το *CTR*. Ο λόγος που στις προσομοιώσεις χρησιμοποιήθηκε η εν λόγω

τιμή είναι ότι είναι η μικρότερη που θα μπορεί σε ένα ρεαλιστικό σενάριο να χρησιμοποιηθεί ως αρχική ακτίνα εκπομπής.

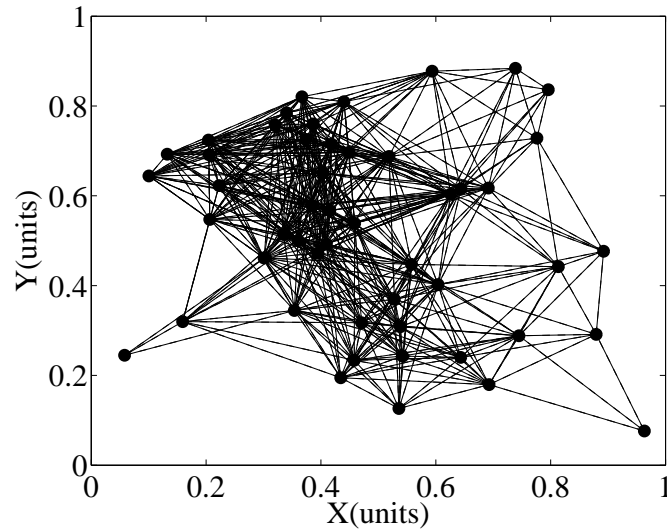
- Στο Σχήμα 4.5 απεικονίζονται οι τρεις γράφοι επικοινωνίας ενός δικτύου με  $n = 50$  κόμβους οι οποίοι είναι τοποθετημένοι στο επίπεδο με βάση την κατανομή  $\beta(2, 2)$ . Πρέπει να σημειωθεί ότι ο αρχικός γράφος επικοινωνίας είναι ιδιαίτερα πυκνός σε σχέση με τους δύο επαγόμενους *TC* γράφους. Επίσης, παρατηρείται ότι ο *K-neigh* γράφος ( $K = 9$ ) έχει χάσει την συνδεσιμότητα του ενώ αντίθετα ο *NRN* γράφος επικοινωνίας παραμένει συνδεδεμένος.
- Παρόμοια μορφή έχουν και οι γράφοι επικοινωνίας στο Σχήμα 4.6 οι οποίοι αποτελούνται από  $n = 200$  κόμβους κατανεμημένους με βάση την  $\beta(2, 2)$  κατανομή.
- Τέλος, στο Σχήμα 4.7 έχουμε μία διαφορετική μορφή τοποθέτησης κόμβων, στην οποία οι κόμβοι έχουν τοποθετηθεί σε στυλ σκακιέρας (*manhattan*) (δηλαδή ο χώρος  $[0, 1]^2$  έχει χωρίσει σε 4 τετράγωνα) με βάση πάλι την κατανομή  $\beta(2, 2)$ . Στο συγκεκριμένο παράδειγμα παρατηρούμε ότι ο *K-Neigh* αλγόριθμος οδήγησε στην πλήρη αποσύνδεση του κάτω δεξιά τετραγώνου από το υπόλοιπο δίκτυο, ενώ αντίθετα ο *NRN* διατήρησε την συνδεσιμότητα του, τόσο με το πάνω δεξιά, όσο και με το κάτω αριστερά τετράγωνο.

Η διαισθητική εξήγηση της παραπάνω διαφοροποίησης μεταξύ των δύο αλγόριθμων είναι ότι ο *NRN* επιτρέπει σε έναν κόμβο που έχει πολλές αρχικές συνδέσεις να διατηρήσει πολύ περισσότερες από το πλήθος  $K$  που επιτρέπει ο *K-Neigh*. Ο επιπλέον αυτός βαθμός ελευθερίας αυξάνει τα ποσοστά συνδεσιμότητας του δικτύου, κρατώντας παράλληλα την συνολική πολυπλοκότητα του μηχανισμού στα ίδια επίπεδα. Βέβαια, η συγκεκριμένη ελευθερία έρχεται με το εξής κόστος: Ο αλγόριθμος *K-Neigh* εγγυάται ότι ο μέγιστος λογικός βαθμός ενός κόμβου θα είναι  $K$ , ενώ ο *NRN* δεν μπορεί να διασφαλίσει κάτι τέτοιο. Σε υπεράσπιση όμως του *NRN* μπορούμε να προσθέσουμε ότι όλα τα αποτελέσματα των προσομοιώσεων έδειξαν ότι ακόμα και σε πολύ πυκνά δίκτυα, τόσο ο λογικός, όσο και ο φυσικός βαθμός των κόμβων βρίσκονται σε πολύ μικρά επίπεδα και πολύ κοντά σε αυτά του *K-Neigh* αλγόριθμου.

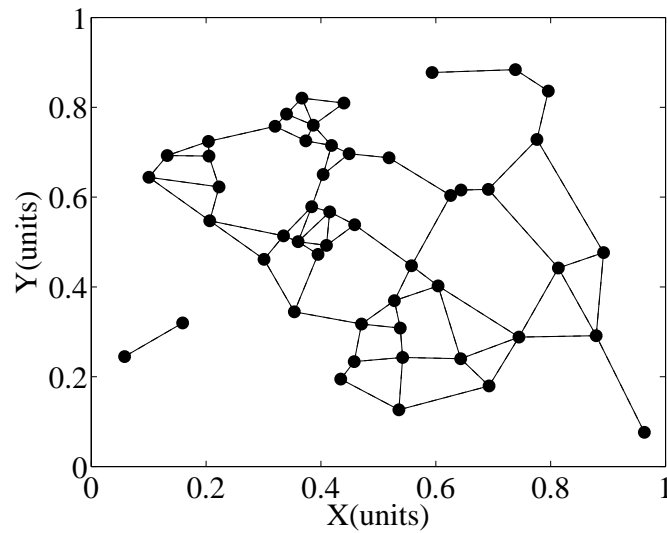
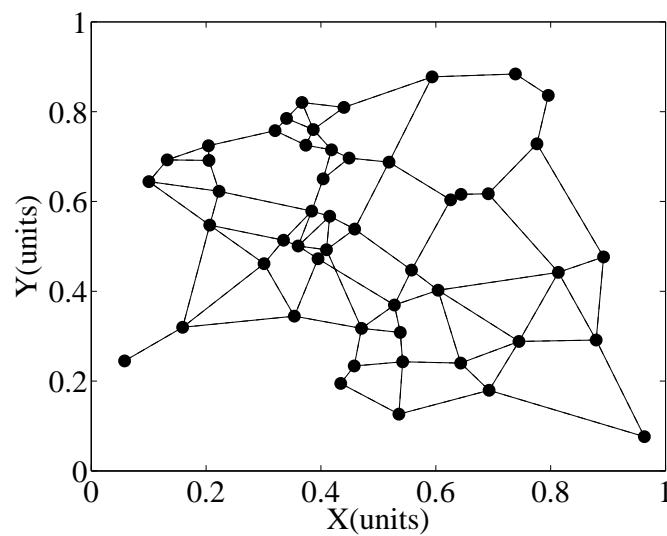
#### 4.3.2.2 Ανάλυση *NRN* Τοπολογιών

Έστω ένας κόμβος  $v_i$ ,  $i \in V$  ο οποίος εκτελεί τον αλγόριθμο *NRN* επιλέγοντας ως νέο πλήθος γειτόνων έναν αριθμό μεταξύ των τιμών  $[1, d_i]$ , με βάση την ομοιόμορφη κατανομή. Προφανώς η κατανομή επιλογής πλήθους νέων γειτόνων μπορεί να είναι οποιαδήποτε, αρκεί να παίρνει τιμές στο κλειστό διάστημα  $[1, d_i]$ . Έστω  $X_i$  η νέα τιμή του νέου λογικού βαθμού του κόμβου. Η τιμή  $X_i$  είναι πλέον μία τυχαία μεταβλητή. Ισχύει ότι:

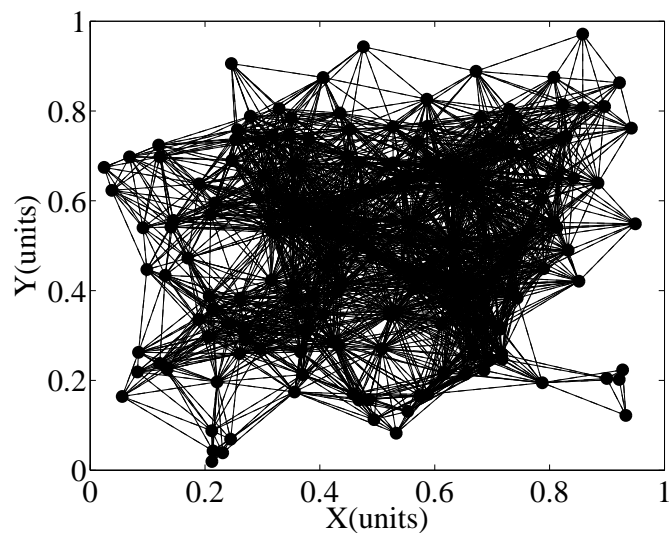
$$Pr\{X_i = k\} = \frac{1}{d_i}, k = 1, 2, \dots, d_i \quad (4.3)$$



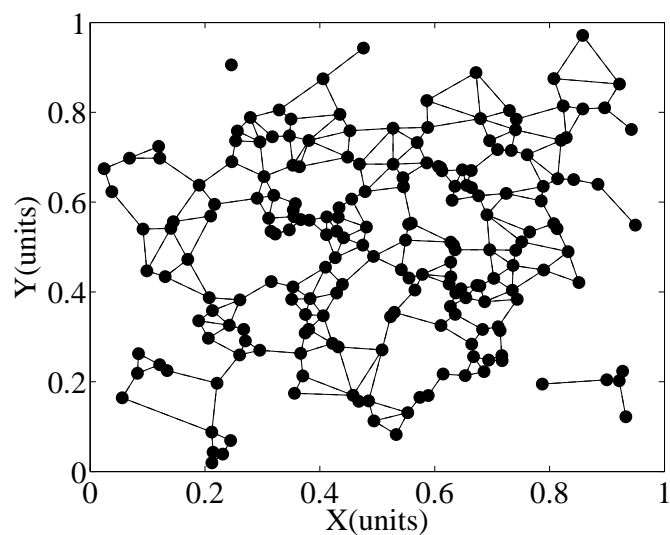
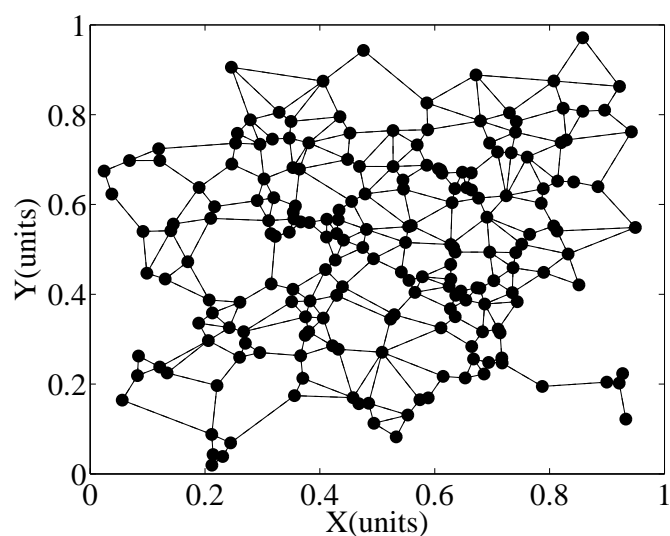
(α') Αρχική Τοπολογία.

(β') *K-Neigh* Τοπολογία.(γ') *NRN* Τοπολογία.

**Σχήμα 4.5:** Γραφικό παράδειγμα εφαρμογής των δύο αλγορίθμων *K-Neigh* και *NRN* σε ένα γράφο επικοινωνίας με  $n = 50$  κόμβους τοποθετημένους με κατανομή  $\beta(2,2)$ . (Αρχικός, *K-Neigh*, *NRN* γράφος από πάνω προς τα κάτω).

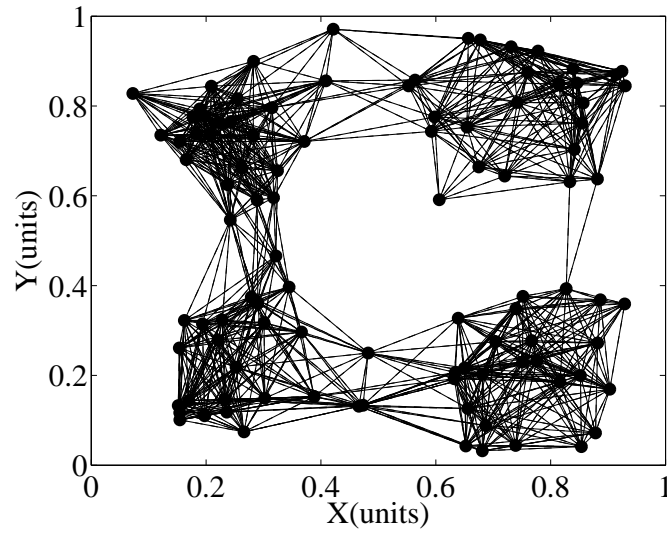


(α') Αρχική Τοπολογία.

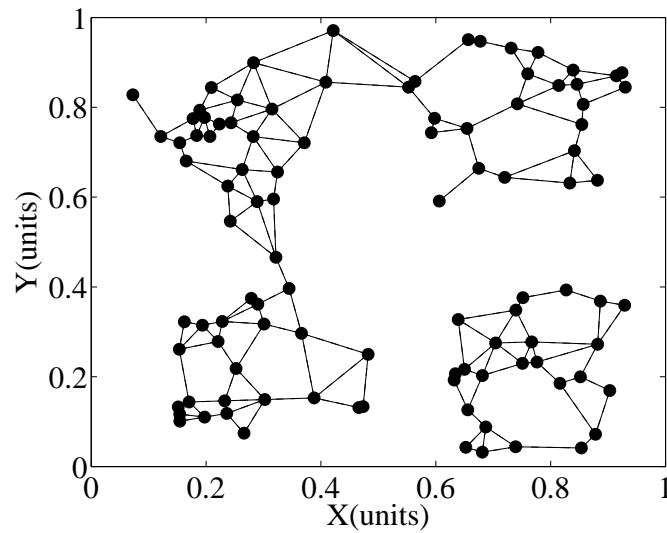
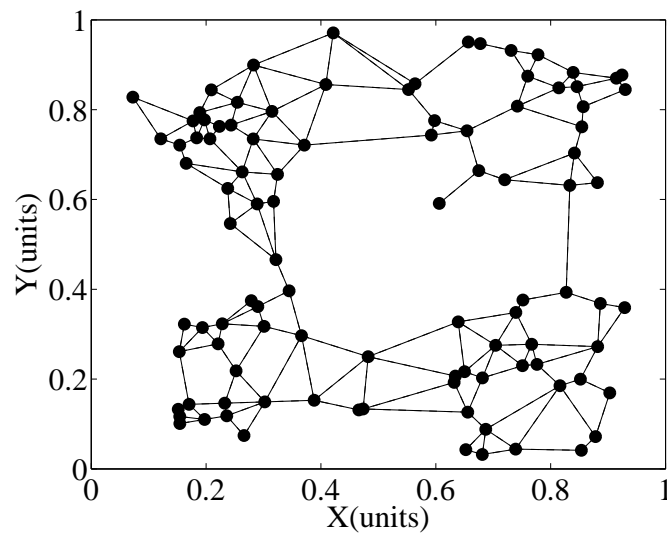
(β') *K-Neigh* Τοπολογία.

(γ') NRN Τοπολογία.

**Σχήμα 4.6:** Γραφικό παράδειγμα εφαρμογής των δύο αλγόριθμων *K-Neigh* και *NRN* σε ένα γράφο επικοινωνίας με  $n = 200$  κόμβους τοποθετημένους με κατανομή  $\beta(2, 2)$ . (Αρχικός, *K-Neigh*, *NRN* γράφος από πάνω προς τα κάτω).



(α') Αρχική Τοπολογία.

(β') *K-Neigh* Τοπολογία.(γ') *NRN* Τοπολογία.

**Σχήμα 4.7:** Γραφικό παράδειγμα εφαρμογής των δύο αλγορίθμων *K-Neigh* και *NRN* σε ένα γράφο επικοινωνίας με  $n = 100$  κόμβους τοποθετημένους με κατανομή  $\beta(2, 2)$  σε *manhattan* τετράγωνο. (Αρχικός, *K-Neigh*, *NRN* γράφος από πάνω προς τα κάτω).



Επειδή οι κόμβοι είναι ανεξάρτητοι μεταξύ τους, η ακολουθία  $\{X_i\}$ ,  $i \in \{1, 2, \dots, n\}$  είναι μία ακολουθία όμοιων και ανεξάρτητων τυχαίων μεταβλητών, η καθεμία ομοιόμορφα κατανεμημένη. Η μέση τιμή της μεταβλητής  $X_i$  για κάθε κόμβο  $i$  εξαρτάται από την αρχική τιμή του λογικού βαθμού κάθε κόμβου σύμφωνα με τη σχέση:

$$E[X_i] = \sum_{k=1}^{d_i} \frac{k}{d_i} = \frac{1}{d_i} \sum_{k=1}^{d_i} k = \frac{d_i + 1}{2} \quad (4.4)$$

Η διασπορά της τιμής  $\{X_i\}$  δίνεται από την σχέση:

$$\begin{aligned} \text{Var}(X_i) &= E[X_i^2] - E^2[X_i] \\ &= \sum_{k=1}^{d_i} \frac{k^2}{d_i} - \frac{(d_i + 1)^2}{4} \\ &= \frac{1}{d_i} \sum_{k=1}^{d_i} k^2 - \frac{(d_i^2 + 2d_i + 1)}{4} \\ &= \frac{d_i^2 - 1}{12} \end{aligned} \quad (4.5)$$

Η συνολική μέση τιμή των λογικών βαθμών σε όλο το δίκτυο υπολογίζεται ως εξής:

$$\begin{aligned} \bar{D}_G &= \frac{1}{n} \cdot \sum_{i=1}^n E[X_i] = \frac{1}{n} \cdot \sum_{i=1}^n \left( \frac{d_{v_i} + 1}{2} \right) \\ &= \frac{\sum_{i=1}^n (d_{v_i} + 1)}{2n} = \frac{1 + \frac{1}{n} \cdot \sum_{i=1}^n d_{v_i}}{2} \\ &= \frac{\bar{d} + 1}{2} = \frac{2m + n}{2n} \end{aligned} \quad (4.6)$$

όπου  $\bar{d} = \frac{1}{n} \cdot \sum_{i=1}^n d_i$  είναι η μέση τιμή των λογικών βαθμών των κόμβων στο αρχικό δίκτυο πριν την εφαρμογή του *NRN*.

Ακολουθώντας την ίδια συλλογιστική, η μέση τιμή της διασποράς των βαθμών κόμβων υπολογίζεται χρησιμοποιώντας την αντίστοιχη διασπορά του αρχικού δικτύου  $\text{Var}(d) = \frac{1}{n} \cdot \sum_{i=1}^n (d_i - \bar{d})^2$  ως εξής:

$$\begin{aligned} \text{Var}(E[X_i]) &= E[(E[X_i])^2] - (\bar{D}_G)^2 \\ &= E\left[\left(\frac{d_i + 1}{2}\right)^2\right] - \left(\frac{\bar{d} + 1}{2}\right)^2 \\ &= \frac{1}{4} \cdot (E[d_i^2] - \bar{d}^2) = \frac{1}{4} \cdot \text{Var}(d) \end{aligned} \quad (4.7)$$

Από τις σχέσεις (4.6) και (4.7) παρατηρούμε ότι η μέση τιμή και η διασπορά του συνολικού βαθμού κόμβων στον επαγόμενο δίκτυο έχουν γραμμική εξάρτηση από τις αντίστοιχες ποσότητες

στο αρχικό δίκτυο. Αυτός είναι ο βασικός λόγος που ο NRN καταφέρνει και διατηρεί τη συνδεσιμότητα σε μη-ομοιόμορφες κατανομές τοποθέτησης κόμβων. Αναλυτικότερα, οι κόμβοι μπορούν να επιλέξουν τυχαία το πλήθος γειτόνων χωρίς να περιορίζονται από έναν προκαθορισμένο αριθμό ο οποίος έχει προέλθει μετά από υποθέσεις που μπορεί στην πράξη να μην ισχύουν. Συνεπώς, ο NRN μηχανισμός μπορεί να επιτύχει υψηλά ποσοστά συνδεσιμότητας χωρίς να υποθέσουμε κάτι για την κατανομή τοποθέτησης των κόμβων. Μάλιστα, οι μέσες τιμές που υπολογίστηκαν προηγουμένως είναι το πάνω όριο των αντίστοιχων ποσοτήτων καθώς ο NRN μηχανισμός αφαιρεί τις ασύμμετρες ζεύξεις και εφαρμόζει το Pruning Stage, ενέργειες που μειώνουν σημαντικά τους φυσικούς και λογικούς βαθμούς των κόμβων.

#### 4.3.2.3 Enhanced NRN (e-NRN) Αλγόριθμος

Παρά το γεγονός ότι η προηγούμενη βασική μορφή του NRN έχει υψηλά ποσοστά συνδεσιμότητας σε αυτοργανούμενα δίκτυα μεσαίας και υψηλής πυκνότητας, στα δίκτυα χαμηλής πυκνότητας παρατηρήσαμε ότι τα ποσοστά αυτά μειώνονται. Σε ένα δίκτυο χαμηλής πυκνότητας υπάρχουν πολλοί κόμβοι που έχουν εξ' αρχής πολύ λίγους γείτονες, ή αλλιώς υπερβολικά μικρό βαθμό  $d_i$ , και έτσι η επιλογή ενός τυχαίου αριθμού μεταξύ των τιμών  $[1, d_i]$  οδηγεί πρακτικά στην αποσύνδεσή τους από το δίκτυο. Μάλιστα, εξαιτίας των σταδίων της αφαίρεσης των ασύμμετρων ζεύξεων και του Pruning Stage είναι πιθανόν να έχουν ακόμα λιγότερους γείτονες από την τιμή που είχε τυχαία επιλεγεί μέσω του NRN.

Επομένως, ο βασικός αλγόριθμος NRN μπορεί να τροποποιηθεί έτσι ώστε οι κόμβοι που αρχικά έχουν υπερβολικά λίγους γείτονες να διαφοροποιούν τη συμπεριφορά τους κατάλληλα. Μία απλή λύση που οδήγησε σε καλά αποτελέσματα χωρίς να επηρεαστεί σημαντικά η φύση του αλγόριθμου και χωρίς να αυξήσει την πολυπλοκότητά του παρουσιάζεται στον αλγόριθμο 3. Αναλυτικότερα, τέθηκε μία τιμή  $d_{min}$  ως η ελάχιστη τιμή αρχικού λογικού βαθμού που επιτρέπεται να έχει ένας κόμβος, ώστε να προχωρήσει στην τυχαία επιλογή γειτόνων, όπως περιγράψαμε στην βασική μορφή του NRN. Αν δηλαδή ο αρχικός βαθμός του κόμβου είναι μικρότερος από αυτό το όριο, τότε ο κόμβος θα διατηρεί όλους τους αρχικούς γείτονες, διαφορετικά θα επιλέγει με βάση μία πιθανοτική κατανομή τον αριθμό των γειτόνων του.

---

**Algorithm 3:** Επιπλέον βήμα του NRN (για τυχαίο κόμβο  $v_i$ )

---

**Input:** Αρχικός λογικός βαθμός  $d_i$ , ελάχιστος λογικός βαθμός  $d_{min}$

**Output:** Τελικοί γείτονες  $X_i$

**if**  $d_i \leq d_{min}$  **then**

$X_i \leftarrow d_i$ ;

**else**

    /\* Επιλογή τιμής με βάση πιθανοτική κατανομή \*/

$X_i \leftarrow [1, d_i]$ ;

---

Στο σημείο αυτό μπορεί να αναφερθεί ότι πιθανότατα υπάρχουν και άλλοι τρόποι έτσι ώστε αυτό να γίνει εφικτό. Για παράδειγμα, μπορεί να μεταβάλλεται η πιθανοτική κατανομή ανάλογα με την τοπική πυκνότητα που αντιλαμβάνεται ο κόμβος. Η συγκεκριμένη παρατήρηση αφήνεται προς μελλοντική μελέτη και διερεύνηση.

### 4.3.3 Προσομοιώσεις - Αποτελέσματα

Στη συγκεκριμένη ενότητα πραγματοποιούμε τρεις προσομοιώσεις που σχετίζονται με τον NRN αλγόριθμο και το *K-Neigh* πρωτόκολλο. Στην υποενότητα 4.3.3.1 υπολογίζονται τα ποσοστά συνδεσιμότητας της βασικής μορφής του NRN αλγόριθμου, στην 4.3.3.2 συγκρίνονται οι δύο αλγόριθμοι e-NRN και *K-Neigh* ως προς τα ποσοστά συνδεσιμότητας και τις μέσες τιμές του φυσικού και του λογικού βαθμού κόμβων, και τέλος στην 4.3.3.3 εκτιμάται η τιμή της παραμέτρου  $d_{min}$  του μηχανισμού e-NRN.

Πριν συνεχίσουμε με τα αποτελέσματα των προσομοιώσεων πρέπει να γίνει αναφορά στις βασικές παραμέτρους που χρησιμοποιήθηκαν στα διάφορα σενάρια προσομοίωσης. Συγκεκριμένα, όσον αφορά στην αρχική ακτίνα εκπομπής των κόμβων, υπολογίστηκαν, μέσω της μεθόδου που παρουσιάσαμε στην Ενότητα 3.3, οι τιμές CTR (Κρίσιμη Ακτίνα Εκπομπής) για κάθε κατανομή κόμβων που χρησιμοποιήθηκε στις προσομοιώσεις. Ως μέγιστη ακτίνα εκπομπής ορίστηκε το 99% της τιμής CTR που προέκυψε. Προφανώς, για κάθε κατανομή, διάσταση χώρου και πλήθος κόμβων πρέπει να υπολογιστεί διαφορετική τιμή μέγιστης ακτίνας εκπομπής, έτσι ώστε οι αρχικοί γράφοι επικοινωνίας να είναι όσο το δυνατόν πιο ρεαλιστικοί. Οι τιμές αυτές φαίνονται στους Πίνακες 4.1 και 4.2.

Στον πρώτο πίνακα υπάρχουν οι μέγιστες τιμές της ακτίνας εκπομπής  $R_{max}^n$  για κάθε  $n$  στο εύρος  $[10 - 500]$  κόμβων σε δισδιάστατη περιοχή εγκατάστασης (σε ένα τετράγωνο επίπεδο) και για τρεις διαφορετικές κατανομές. Στο δεύτερο πίνακα υπάρχουν οι αντίστοιχες τιμές σε μία τρισδιάστατη περιοχή εγκατάστασης (σε έναν κύβο). Μία χαρακτηριστική παρατήρηση σχετική με αυτές τις τιμές είναι ότι καθώς το  $n$  αυξάνεται οι τιμές  $R_{max}^n$  μειώνονται αφού το δίκτυο γίνεται πιο πυκνό.

**Πίνακας 4.1:** Τιμές των  $R_{max}^n$  για τις  $U(0,1)$ ,  $\beta(2,2)$  και  $\beta(3,3)$  κατανομές σε περιοχή εγκατάστασης  $[0,1]^2$ .

$n$	$R_{max}^n$			$n$	$R_{max}^n$		
	$U(0,1)$	$\beta(2,2)$	$\beta(3,3)$		$U(0,1)$	$\beta(2,2)$	$\beta(3,3)$
10	0.6610	0.5387	0.4649	80	0.2626	0.2805	0.2750
20	0.4995	0.4236	0.3778	90	0.2506	0.2715	0.2675
30	0.4216	0.3721	0.3436	100	0.2423	0.2577	0.2586
40	0.3704	0.3423	0.3212	200	0.1705	0.2141	0.2216
50	0.3325	0.3206	0.3017	300	0.1384	0.1902	0.2082
60	0.3036	0.2992	0.2909	400	0.1214	0.1742	0.1912
70	0.2829	0.2916	0.2827	500	0.1093	0.1663	0.1834

#### 4.3.3.1 Επίδοση του NRN Αλγόριθμου

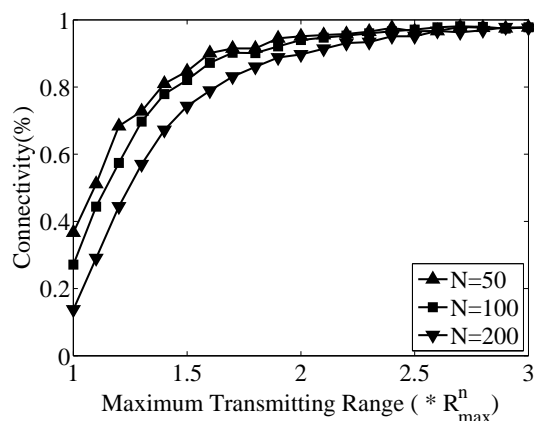
Στην πρώτη σειρά προσομοιώσεων παρουσιάζεται η εξάρτηση του ποσοστού συνδεσιμότητας του βασικού NRN αλγόριθμου και της μέσης τιμής του φυσικού βαθμού των κόμβων του

**Πίνακας 4.2:** Τιμές των  $R_{\max}^n$  για τις  $U(0,1)$  και  $\beta(2,2)$  κατανομές σε περιοχή εγκατάστασης  $[0,1]^3$ .

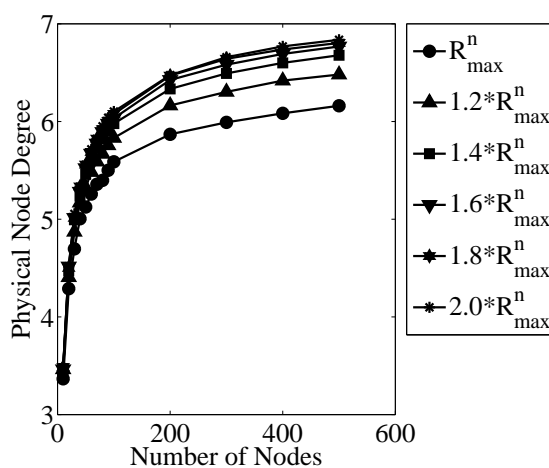
$n$	$R_{\max}^n$	$n$	$R_{\max}^n$
	$U(0,1) \beta(2,2)$		$U(0,1) \beta(2,2)$
10	0.7923 0.6441	80	0.4314 0.3949
20	0.6597 0.5416	90	0.4139 0.3893
30	0.5833 0.4939	100	0.4021 0.3767
40	0.5305 0.4628	200	0.3173 0.3305
50	0.4929 0.4344	300	0.2768 0.3026
60	0.4670 0.4256	400	0.2536 0.2888
70	0.4428 0.4093	500	0.2354 0.2749

e-NRN αλγόριθμου από την πυκνότητα του δικτύου. Αρχικά, μέσω του επόμενου σεναρίου εξάγεται το συμπέρασμα ότι ο βασικός NRN μηχανισμός δεν διατηρεί τα ποσοστά συνδεσιμότητας σε αραιές τοπολογίες. Αναλυτικότερα, για τις τιμές  $n = 50, 100, 200$  παράγονται 10000 τυχαίες διατάξεις κομβών που ακολουθούν την ομοιόμορφη  $[0,1]^2$  κατανομή και υπολογίζεται το ποσοστό συνδεσιμότητας για διαφορετικές τιμές αρχικής ακτίνας εκπομπής. Τα αποτελέσματα, που φαίνονται στο Σχήμα 4.8, δείχνουν ξεκάθαρα ότι ο βασικός NRN μηχανισμός δεν μπορεί να διατηρήσει μεγάλα ποσοστά συνδεσιμότητας σε αραιά δίκτυα. Ο λόγος είναι, όπως περιγράφηκε και προηγουμένως, ότι σε αραιά δίκτυα είναι πολύ πιθανόν να υπάρχει τουλάχιστον ένας κόμβος ο οποίος θα έχει αρχικό βαθμό υπερβολικά μικρό (π.χ. 3 ή 4) με συνέπεια την αποσύνδεση του μετά την εφαρμογή του αλγόριθμου. Η παραπάνω συμπεριφορά δεν εμφανίζεται στον e-NRN αλγόριθμο καθώς οι κόμβοι με υπερβολικά μικρό βαθμό “προστατεύονται” από το να μειώσουν περαιτέρω τους γείτονές τους.

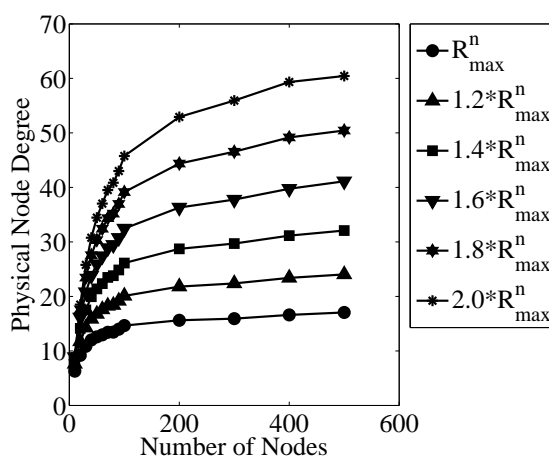
Στο επόμενο σενάριο προσομοίωσης δείχνεται η ασθενής εξάρτηση της μέσης τιμής του φυσικού βαθμού των κόμβων που προκύπτει, μετά την εφαρμογή του e-NRN αλγόριθμου, από την αρχική ακτίνα εκπομπής. Συγκεκριμένα, για 14 τιμές στο διάστημα  $n = [10 - 500]$  και για ακτίνες εκπομπής πολλαπλάσιες των τιμών  $R_{\max}^n$  παράγονται 10000 τυχαίες διατάξεις κόμβων. Για κάθε μία διαφορετική περίπτωση υπολογίζεται η μέση τιμή του φυσικού βαθμού των κόμβων, τόσο στο αρχικό, όσο και στο επαγόμενο δίκτυο. Είναι εμφανές από τα Σχήματα 4.9(α') και 4.9(β') ότι ο μέσος φυσικός βαθμός των κόμβων μένει σε χαμηλά επίπεδα ακόμα και σε περιπτώσεις πολύ πυκνών δικτύων, που στην πράξη ίσως να μην είναι ρεαλιστικά. Συνεπώς, παρά το γεγονός ότι μαθηματικά δεν υπάρχει σταθερό άνω όριο στη μέση τιμή του φυσικού βαθμού των κόμβων, στην πράξη, κάτι τέτοιο φαίνεται ότι μπορούμε να το ισχυριστούμε.



Σχήμα 4.8: Ποσοστά συνδεσιμότητας του βασικού *NRN* αλγόριθμου σε αραιά και πυκνά δίκτυα.



(α) Φυσικός βαθμός κόμβων στην *NRN* τοπολογία.



(β') Φυσικός βαθμός κόμβων στην αρχική τοπολογία.

Σχήμα 4.9: Μέση τιμή φυσικού βαθμού κόμβων στο αρχικό και στο επαγόμενο δίκτυο στην ομοιομόρφα κατανομημένη περιοχή δικτύου  $[0, 1]^2$ .

Να προσθέσουμε ότι δεν παρουσιάζονται τα ποσοστά συνδεσιμότητας αυτού του σεναρίου, τόσο γιατί υπάρχει η Ενότητα 4.3.3.2 για αυτό τον σκοπό, όσο και γιατί ο e-NRN σε πυκνά δίκτυα επιτυγχάνει πολύ μεγάλα ποσοστά συνδεσιμότητας (πάντα περισσότερο από 99%).

#### 4.3.3.2 Σύγκριση e-NRN με *K-Neigh*

Στη δεύτερη σειρά προσομοιώσεων, παράγονται 10000 τυχαίες διατάξεις στις  $[0, 1]^2$  και  $[0, 1]^3$  περιοχές δικτύου για όλες τις τιμές του  $n$  και για τις αντίστοιχες μέγιστες ακτίνες εκπομπής που φαίνονται στους Πίνακες 4.1 και 4.2.

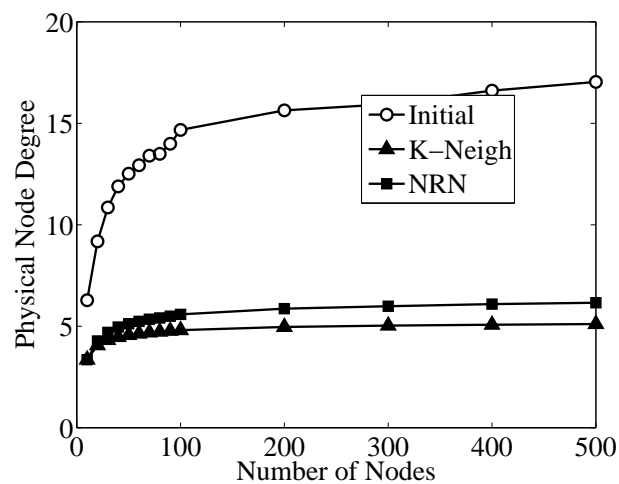
Μέσω αυτών των προσομοιώσεων συγκρίνεται η επίδοση του e-NRN και του *K-Neigh* αλγόριθμου με κριτήρια το ποσοστό συνδεσιμότητας, τη μέση τιμή του φυσικού βαθμού και του λογικού βαθμού κόμβων. Για λόγους ομοιόμορφης σύγκρισης θα χρησιμοποιηθεί για την παράμετρο  $d_{min}$  του μηχανισμού e-NRN την τιμή 9, έτσι ώστε να είναι ίδια με την τιμή  $K = 9$  του *K-Neigh* πρωτοκόλλου. Παρά το γεγονός ότι από τα Σχήματα 4.10(β'), 4.11(β'), 4.12(β') και 4.13(β') παρατηρούμε ότι η παράμετρος  $d_{min}$  θα μπορούσε να έχει και μικρότερες τιμές, κάτι τέτοιο δε θα επέτρεπε μία άμεση και αντικειμενική σύγκριση των δύο μηχανισμών.

Αναλυτικότερα, από τα διαγράμματα του ποσοστού της συνδεσιμότητας (4.10(β'), 4.11(β'), 4.12(β') και 4.13(β')) παρατηρούμε ότι σε όλες τις περιπτώσεις ο e-NRN μηχανισμός διατηρεί πολύ υψηλά τα ποσοστά συνδεσιμότητας στους επαγόμενους γράφους επικοινωνίας. Αντίθετα, ο *K-Neigh*, ενώ στην ομοιόμορφη περίπτωση, το ποσοστό συνδεσιμότητας που επιτυγχάνει είναι μεγαλύτερο από 95%, στις υπόλοιπες περιπτώσεις δεν έχει την ίδια συμπεριφορά. Μάλιστα, ακόμα και με πολύ λίγους κόμβους (δηλαδή αραιό δίκτυο), ο *K-Neigh* αδυνατεί να κρατήσει υψηλά τη συνδεσιμότητα του δικτύου.

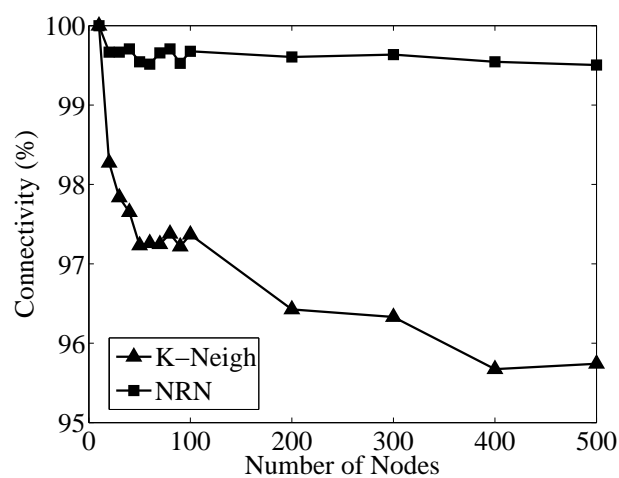
Επίσης, από τα Σχδιαγράμματα 4.10(α'), 4.11(α'), 4.12(α') και 4.13(α'), καθώς και από τα αντίστοιχα Σχήματα που απεικονίζουν τη μέση τιμή λογικού βαθμού κόμβων, παρατηρούμε ότι πράγματι ο e-NRN έχει πρακτικά άνω φραγμένο βαθμό κόμβων, και μάλιστα αρκετά κοντά σε αυτόν του *K-Neigh* αλγόριθμου. Αξίζει να σημειωθεί, ότι αν είχαμε μικρότερη τιμή στην παράμετρο  $d_{min}$  τότε η μέση τιμή του φυσικού και του λογικού βαθμού των κόμβων θα ήταν ακόμα μικρότερη. Συνεπώς, είναι ξεκάθαρο ότι η απόδοση του e-NRN, όσον αφορά στην χωρική επαναχρησιμοποίηση, είναι αρκετά κοντά σε αυτή του *K-Neigh* αλγόριθμου, ενώ παράλληλα συγκρατεί τα ποσοστά συνδεσιμότητας σε πολύ υψηλά επίπεδα, ακόμα και όταν τα δίκτυα γίνονται πολύ πυκνά ή πολύ αραιά ή πολύ ανομοιόμορφα.

#### 4.3.3.3 Εκτίμηση Παραμέτρου $d_{min}$

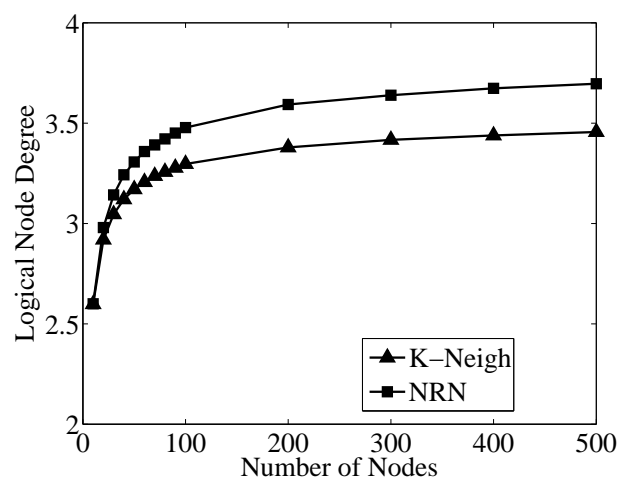
Στο τρίτο και τελευταίο σενάριο προσομοίωσης θα υπολογίσουμε μία “μαγική” τιμή  $d_{min}$  που θα είναι αρκετή να συγκρατήσει τα ποσοστά συνδεσιμότητας υψηλά σε όλες τις παραπάνω περιπτώσεις, ενώ παράλληλα θα είναι σχετικά μικρή ώστε κάτι τέτοιο να συμβαίνει χωρίς σημαντική αύξηση παρεμβολών στους κόμβους. Αναλυτικότερα, ψάχνουμε μέσω προσομοιώσεων την ελάχιστη τιμή του  $d_{min}$  τέτοια ώστε το ποσοστό συνδεσιμότητας να είναι πάντα μεγαλύτερο από 95%. Για κάθε πλήθος κόμβων  $n$  στο εύρος  $n \in [0, 500]$ , παράγουμε 10000 διαφορετικές διατάξεις κόμβων στις τέσσερις περιπτώσεις που αναλύσαμε προηγουμένως



(α') Φυσικός βαθμός κόμβων.

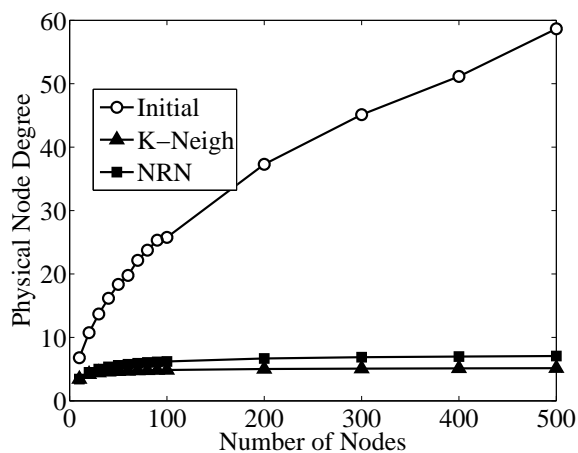


(β') Ποσοστό συνδεσιμότητας.

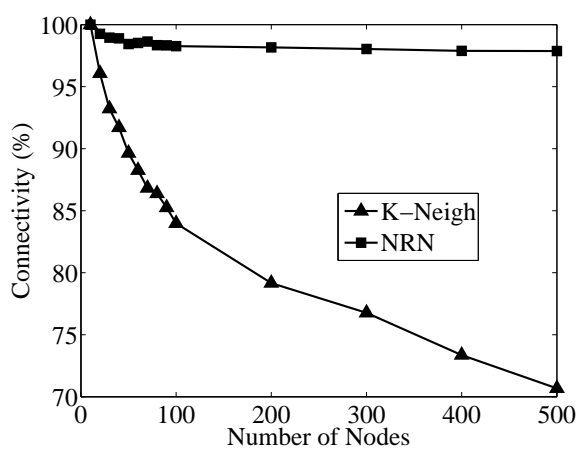


(γ') Λογικός βαθμός κόμβων.

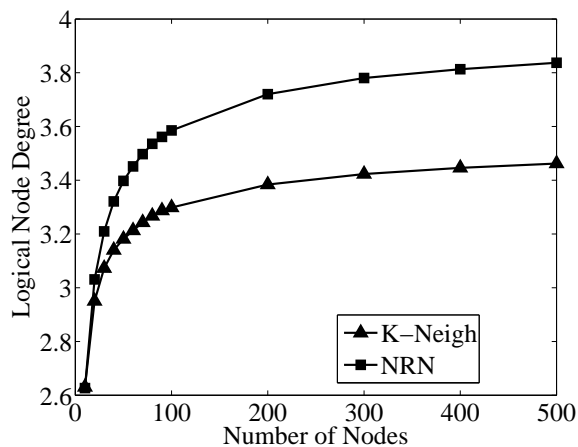
Σχήμα 4.10: Σύγκριση του *e-NRN* και του *K-Neigh* στην ομοιόμορφη περιοχή δικτύου  $[0, 1]^2$ .



(α') Φυσικός βαθμός κόμβων.



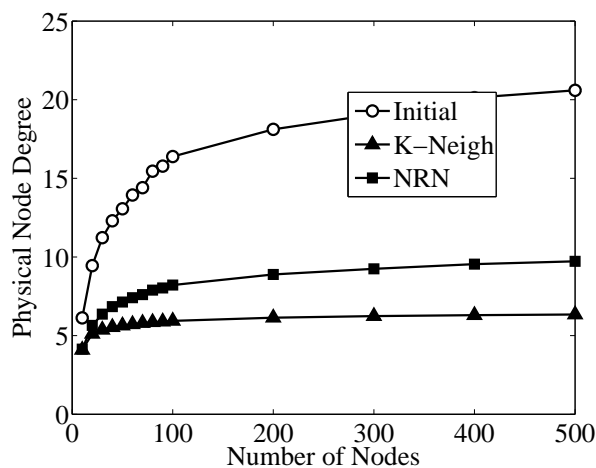
(β') Ποσοστό συνδεσιμότητας.



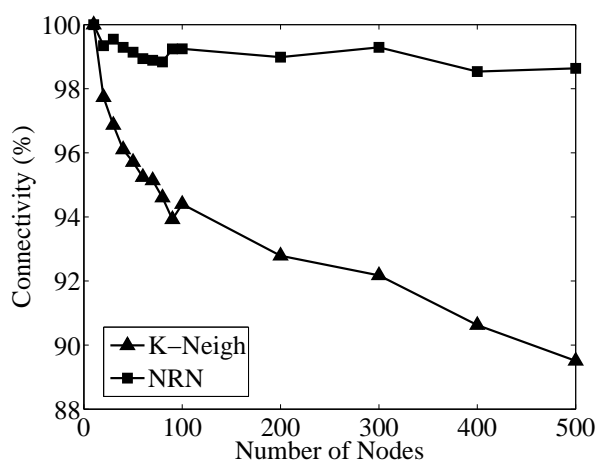
(γ') Λογικός βαθμός κόμβων.

**Σχήμα 4.11:** Σύγκριση του  $e$ -NRN και του  $K$ -Neigh στην περιοχή δικτύου  $[0, 1]^2$  ακολουθώντας την κατανομή  $\beta(2, 2)$ .

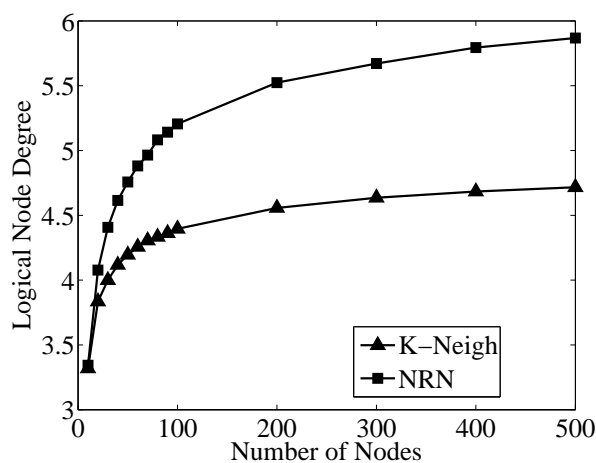




(α') Φυσικός βαθμός κόμβων.

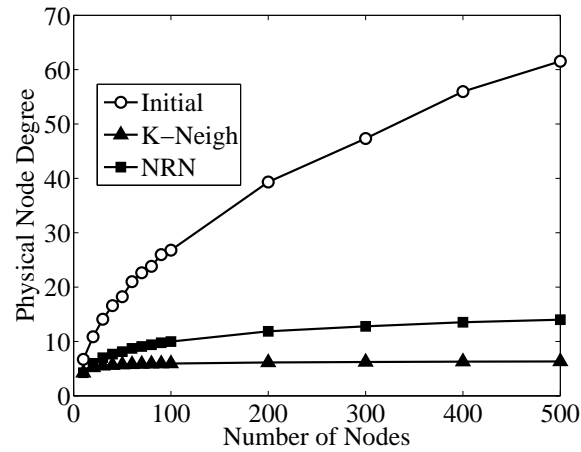


(β') Ποσοστό συνδεσιμότητας.

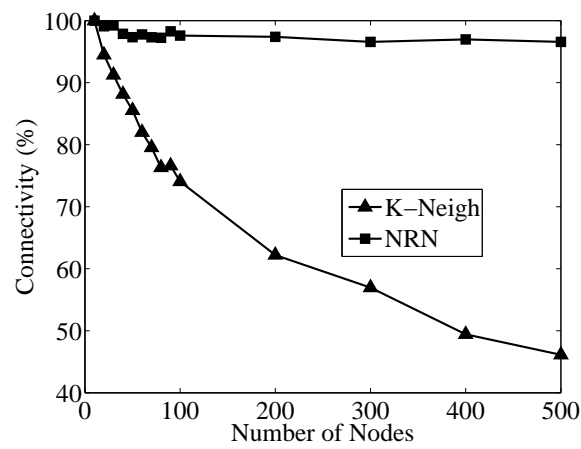


(γ') Λογικός βαθμός κόμβων.

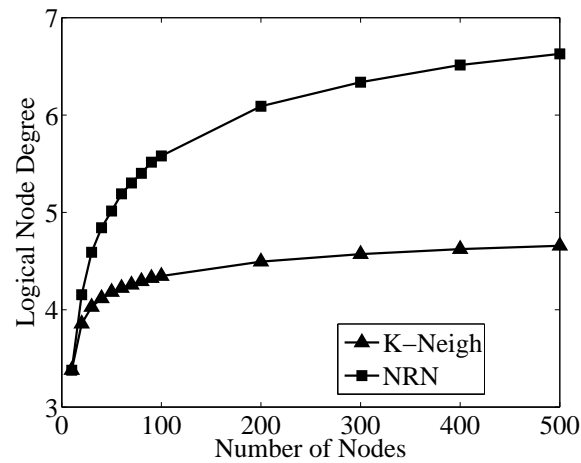
Σχήμα 4.12: Σύγκριση του *e-NRN* και του *K-Neigh* στην ομοιόμορφη περιοχή δικτύου  $[0, 1]^3$ .



(α') Φυσικός βαθμός κόμβων.

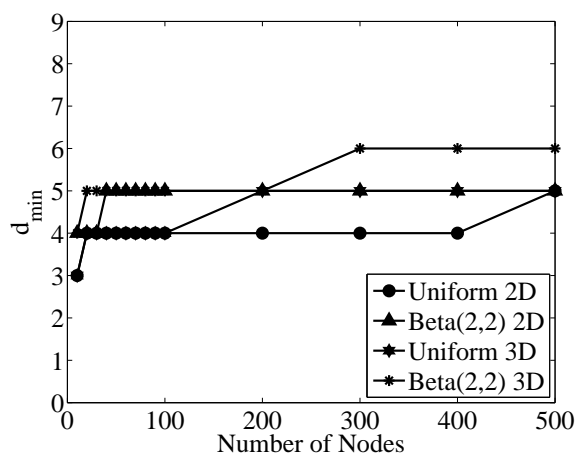


(β') Ποσοστό συνδεσιμότητας.



(γ') Λογικός βαθμός κόμβων.

Σχήμα 4.13: Σύγκριση του  $e$ -NRN και του  $K$ -Neigh στην περιοχή δικτύου  $[0, 1]^3$  ακολουθώντας την κατανομή  $\beta(2, 2)$ .



**Σχήμα 4.14:** Επιλογή της παραμέτρου  $d_{\min}$  στον αλγόριθμο  $e$ -NRN ώστε να εξασφαλίζεται ποσοστό συνδεσιμότητας περισσότερο από 95% σε τέσσερις διαφορετικές τοπολογίες.

( $U(0,1)$  κατανομή στον  $[0,1]^2$  χώρο,  $\beta(2,2)$  κατανομή στον  $[0,1]^2$  χώρο,  $U(0,1)$  κατανομή στον  $[0,1]^3$  χώρο,  $\beta(2,2)$  κατανομή στον  $[0,1]^3$  χώρο). Από το Σχήμα 4.14 παρατηρείται ότι η τιμή  $d_{\min} = 6$  είναι αρκετή για την επίτευξη του παραπάνω στόχου. Η συγκεκριμένη τιμή είναι αρκετά μικρότερη από την τιμή που χρησιμοποιήθηκε στην υποενότητα 4.3.3.2, γεγονός που ενισχύει την πεποίθηση ότι η χωρητικότητα του δικτύου δεν μειώνεται με τη χρήση του  $e$ -NRN αντί της χρήσης του  $K$ -Neigh αλγόριθμου.



## Κεφάλαιο 5

# Στοιχεία Θεωρίας Παιγνίων (Game Theory)

Στο κεφάλαιο αυτό θα παρουσιάσουμε περιληπτικά τα βασικά στοιχεία της Θεωρίας Παιγνίων τα οποία θα χρησιμοποιηθούν σε αυτή την εργασία. Προφανώς δεν μπορούν να παρουσιαστούν πλήρως, στα πλαίσια μιας διπλωματικής εργασίας, όλες οι πτυχές αυτής της σημαντικής περιοχής των εφαρμοσμένων μαθηματικών. Για κάτι τέτοιο κανείς μπορεί να ανατρέξει στην αναφορά [10]. Για μία εκτενή αναφορά στην εφαρμογή της Θεωρίας Παιγνίων στα ασύρματα δίκτυα τηλεπικοινωνιών μπορεί κανείς να ανατρέξει στη δημοσίευση [22].

Η Θεωρία Παιγνίων είναι μία περιοχή των εφαρμοσμένων μαθηματικών που προσπαθεί να μοντελοποιήσει, να περιγράψει και να αναλύσει τη διαλογική διαδικασία λήψης αποφάσεων μεταξύ ορθολογικών παικτών. Προσφέρει τα μαθηματικά εργαλεία για την πρόβλεψη της έκβασης ενός συστήματος όταν παίκτες με αντικρουόμενα συμφέροντα αλληλεπιδρούν.

### 5.1 Βασικά Στοιχεία Θεωρίας Παιγνίων

**Ορισμός 5.13. Παιχνίδι (*Game*).** Το παιχνίδι είναι ένα μοντέλο μιας διαλογικής διαδικασίας λήψης αποφάσεων.

**Ορισμός 5.14. *Game Theory*.** Η Θεωρία Παιγνίων είναι ένα σύνολο από μοντέλα (παιχνίδια) και αναλυτικά εργαλεία που μας βοηθούν να κατανοήσουμε διαλογικά προβλήματα λήψης αποφάσεων.

Βασικά συστατικά ενός παιχνιδιού είναι τα παρακάτω:

- Ένα σύνολο από Παίκτες (**Players**). Οι παίκτες είναι οι οντότητες οι οποίες λαμβάνουν τις αποφάσεις μέσα σε μία διαλογική διαδικασία λήψης αποφάσεων. Στην περίπτωση που μελετάται σε αυτή την εργασία, οι παίκτες είναι οι κόμβοι του αυτοργανούμενου δικτύου. Το σύνολο των παικτών συμβολίζεται με  $N = \{1, 2, \dots, n\}$  και κάθε ένας παίκτης ξεχωριστά με  $i$  ή  $j$ . Οι παίκτες είναι πάντα περισσότεροι από δύο γιατί διαφορετικά δεν θα υπήρχε μία διαδραστική διαδικασία.

- **Σύνολο ενεργειών για κάθε παίκτη (Actions).**  $A : A = \{\times_{i=1}^n A_i\}$  είναι το σύνολο όλων των διανυσμάτων ενέργειας, όπου κάθε στοιχείο  $a_i \in A_i$  ανήκει στο σύνολο των ενεργειών του παίκτη  $i$ . Συχνά ένα προφίλ ενεργειών θα συμβολίζεται ως  $a = (a_i, a_{-i})$ , όπου  $a_i$  είναι η ενέργεια του  $i$ -στού παίκτη και  $a_{-i}$  συμβολίζει τις ενέργειες των υπόλοιπων  $n - 1$  παικτών. Ομοίως,  $A_{-i} = \times_{j \neq i} A_j$  χρησιμοποιείται για να δηλώσει το σύνολο των ενεργειών όλων των παικτών εκτός του παίκτη  $i$ .
- **Αποτελέσματα (Outcomes).** Σε ένα παιχνίδι πρέπει να υπάρχουν σαφώς καθορισμένα τα αποτελέσματα των διαφόρων επιτρεπτών ενεργειών στην κατάσταση του παιχνιδιού. Αναλυτικότερα, κάθε διάνυσμα ενεργειών παράγει ένα καλά καθορισμένο αποτέλεσμα. Συνεπώς, σε κάθε παιχνίδι υπάρχει μία αντιστοίχιση από το χώρο των διανυσμάτων ενεργειών σε ένα χώρο αποτελεσμάτων.
- **Συναρτήσεις Χρησιμοποίησης  $u$  (Utility Functions).** Για να μπορούν να περιγραφούν οι σχέσεις προτίμησης μεταξύ των αποτελεσμάτων που έχουν οι διάφορες ενέργειες, χρησιμοποιούνται οι συγκεκριμένες συναρτήσεις που απλοποιούν το πολύπλοκο πρόβλημα της διάταξης. Συγκεκριμένα, για κάθε παίκτη  $i \in N$ , μία συνάρτηση χρησιμοποίησης  $u_i : A_i \rightarrow \mathcal{R}$  περιγράφει τις προτιμήσεις πάνω στο αποτέλεσμα ενός προφίλ ενεργειών. Το σύνολο  $u = (u_1, u_2, \dots, u_n) : A \rightarrow \mathcal{R}^n$  δηλώνει το διάνυσμα όλων των συναρτήσεων χρησιμοποίησης των παικτών.
- **Προκαθορισμένοι κανόνες απόφασης  $D_i^R$**  που καθορίζουν τον τρόπο με τον οποίο θα λαμβάνονται οι αποφάσεις. Ένα παράδειγμα τέτοιου κανόνα απόφασης καθορίζει αν οι κόμβοι λαμβάνουν τις αποφάσεις τους ταυτόχρονα ή ακολουθιακά. Στους συγκεκριμένους κανόνες απόφασης θα αναφερθούμε αναλυτικότερα στην παράγραφο 5.1.1.

### 5.1.1 Χρονική Διάταξη Αποφάσεων

Στην ενότητα αυτή παρουσιάζονται οι τρόποι με τους οποίους οι παίκτες ενός παιχνιδιού μπορούν να λάβουν τις αποφάσεις τους. Συνήθως η χρονική διάταξη αποφάσεων είναι ένας από τους σαφώς προκαθορισμένους κανόνες  $D_i^R$  ενός παιχνιδιού. Η χρονική διάταξη των αποφάσεων μπορεί να έχει μεγάλη επίδραση στη δυναμική εξέλιξη ενός παιχνιδιού. Θα γίνει αναφορά στους παρακάτω τέσσερις τρόπους λήψης αποφάσεων από τους παίκτες του παιχνιδιού:

- **Σύγχρονη διαδικασία λήψης αποφάσεων.** Οι κόμβοι επιλέγουν ταυτόχρονα τις ενέργειές τους. Κάτι τέτοιο απαιτεί μία κεντροποιημένη δομή που εξασφαλίζει το συγχρονισμό των παικτών του παιχνιδιού. Στην περίπτωση μας, κάτι τέτοιο δεν υπάρχει και συνεπώς ο συγκεκριμένος τρόπος λήψης αποφάσεων δεν είναι ρεαλιστικός.
- **Κυκλική (Round-Robin) διαδικασία λήψης αποφάσεων.** Οι κόμβοι έχουν μία σειρά προτεραιότητας και σύμφωνα με αυτήν ανανεώνουν την κατάσταση τους. Όπως και παραπάνω, αυτή η μέθοδος απαιτεί μία κεντροποιημένη δομή ή μία διεργασία όπως ένα πρωτόκολλο σκυτάλης για να λειτουργήσει.

- **Τυχαία διαδικασία λήψης αποφάσεων.** Κάθε χρονική στιγμή μόνο ένας τυχαίος κόμβος λαμβάνει μία απόφαση. Ο συγκεκριμένος τρόπος είναι ο μόνος που μπορεί να θεωρηθεί ρεαλιστικός στην περίπτωση των αυτοργανούμενων δικτύων.
- **Ασύγχρονη διαδικασία λήψης αποφάσεων.** Τέλος, αν κανείς λάβει υπόψιν του ότι στην πράξη είναι πιθανόν δύο ή περισσότεροι κόμβοι να λάβουν μαζί μία απόφαση, τότε οδηγούμαστε στον ασύγχρονο τρόπο λήψης αποφάσεων ο οποίος είναι ο πλέον ρεαλιστικός.

Στα πλαίσια αυτής της διπλωματικής εργασίας σχεδιάστηκαν και εκτελέστηκαν αλγόριθμοι χρησιμοποιώντας την τυχαία διαδικασία λήψης αποφάσεων. Η χρήση της ασύγχρονης διαδικασίας γίνεται συνήθως σε δεύτερη φάση αξιολόγησης ενός πρωτοκόλλου ή αλγόριθμου σε αυτοργανούμενα δίκτυα.

### 5.1.2 Κανονική Μορφή Παιχνιδιών

Στην παρούσα ενότητα γίνεται αναφορά στο απλούστερο και πιο συχνο μοντέλο παιχνιδιών που χρησιμοποιείται για να περιγράψει μία διαδραστική διαδικασία λήψης αποφάσεων, που ονομάζεται Κανονική Μορφή Παιχνιδιών (Normal Form Games). Μία Κανονική Μορφή Παιχνιδιών συμβολίζεται με τον εξής συνδυασμό μεταβλητών  $G = \langle N, A, \{u_i\} \rangle$  και υποθέτει τα παρακάτω:

- Όλοι οι παίκτες λαμβάνουν τις αποφάσεις τους ταυτόχρονα και παίρνουν κάθε φορά μία απόφαση.
- Οι παίκτες γνωρίζουν όχι μόνο τη δική τους συνάρτηση χρησιμοποίησης, αλλά επίσης και όλων των άλλων παικτών.
- Όλοι οι παίκτες δεν κάνουν λάθος στην επιλογή της σωστής ενέργειας κάθε φορά που λαμβάνουν απόφαση. Δηλαδή, οι κόμβοι πάντα επιλέγουν την ενέργεια που προκύπτει από τον κανόνα απόφασης τους.

## 5.2 Ισορροπία Nash

Στη Θεωρία Παιγνίων, η πιο διαδεδομένη ισορροπία και εκείνη που έχει συζητηθεί περισσότερο είναι η ισορροπία του Nash (Nash Equilibrium, NE). Άτυπα, ένα διάνυσμα ενεργειών είναι NE αν κανένας παίκτης δεν μπορεί να βελτιώσει την επίδοσή του χωρίς να συγκρουστεί με κάποιον άλλον παίκτη. Τυπικά ο ορισμός είναι ο επόμενος:

**Ορισμός 5.15. Αμιγής Ισορροπία Nash, (*Pure Nash Equilibrium (NE)*).** Ένα διάνυσμα ενεργειών  $a^*$  είναι ένα αμιγές NE διάνυσμα αν και μόνο αν  $u_i(a^*) \geq u(b_i, a_{-i}^*) \forall i \in N, b_i \in A_i$ .

Στο σημείο αυτό μπορούν να γίνουν ορισμένες παρατηρήσεις.

- Αρχικά, η αναγνώριση ενός  $NE$  διάνυσματος ενεργειών είναι μία δύσκολη διαδικασία στη γενική περίπτωση. Όμως, υπάρχουν ορισμένα είδη παιχνιδιών στα οποία έχει αποδειχθεί ότι έχουν  $NE$  σημεία στο χώρο ενεργειών τους, και συνήθως στην πράξη γίνεται προσπάθεια κάποιος να σχεδιάσει ένα από αυτά τα παιχνίδια. Στην Ενότητα 5.5 αναλύεται μία πολύ σημαντική κλάση τέτοιων παιχνιδιών με πολύ καλά χαρακτηριστικά σύγκλισης.
- Επίσης, ακόμα και αν αποδειχτεί ότι ένα διάνυσμα ενεργειών είναι  $NE$  διάνυσμα, αυτό από μόνο του δεν προσφέρει καμία πληροφορία για την ταχύτητα σύγκλισης του παιχνιδιού.
- Ακόμα, το ζήτημα των πολλαπλών σημείων ισορροπίας και της εύρεσης του πιο αποδοτικού μεταξύ αυτών έχει μεγάλη σημασία στη Θεωρία Παιγνίων. Αναλυτικότερα, συχνά στην πράξη συμβαίνει ένα παιχνίδι να έχει περισσότερα από ένα σημεία ισορροπίας αλλά να μην είναι εύκολο να αποδειχτεί ότι το σημείο στο οποίο θα καταλήγει το παιχνίδι να είναι το πιο αποδοτικό ανάμεσα σε όλα τα πιθανά  $NE$  σημεία.
- Τέλος, αξίζει να σημειωθεί ότι με τον παραπάνω ορισμό έμμεσα εννοείται ότι κάθε κόμβος μπορεί να επιλέξει μία από τις επιτρεπόμενες ενέργειες ντετερμινιστικά. Αυτή η στρατηγική επιλογής ενεργειών είναι γνωστή στη βιβλιογραφία ως Αμιγείς Στρατηγικές (Pure Strategies). Όπως θα αναφερθεί αργότερα είναι πιθανόν η στρατηγική που θα επιλέξει ένας κόμβος να περιλαμβάνει μία κατανομή πιθανότητας πάνω στο χώρο ενεργειών του και έτσι να επιλέγει πιθανοτικά την επόμενη ενέργεια (Μικτές Στρατηγικές, Mixed Strategies).

**Ορισμός 5.16. Μικτές Στρατηγικές, (*Mixed Strategies*).** Έστω ότι δίνεται ένα σύνολο ενεργειών  $A_i$  ενός παιχνιδιού που είναι στην κανονική μορφή  $G = \langle N, A, u_i \rangle$ . , (*Mixed Strategy*) για τον παίκτη  $i$ ,  $a_i = (p_i(a_i^1), p_i(a_i^2), \dots, p_i(a_i^{|A_i|}))$ , είναι μία ανάθεση πιθανοτήτων  $p_i(a_i^k)$  σε κάθε  $a_i^k \in A_i$  τέτοια ώστε  $p_i(a_i^k) \in [0, 1]$  και  $\sum_{k=1}^{|A_i|} p_i(a_i^k) = 1$ . Η αναμενόμενη τιμή της συνάρτησης χρησιμοποίησης είναι  $U_i(a) = \sum_{a \in A} p(a) \cdot u_i(a)$ .

Σύμφωνα με τον παραπάνω ορισμό κατανοεί κανείς ότι η περίπτωση των αμιγών στρατηγικών είναι μία εκφυλισμένη περίπτωση του ορισμού 5.16 όταν όλοι οι συντελεστές πιθανοτήτων  $p_i(a_i^k)$  είναι μηδέν εκτός από έναν (που προφανώς είναι μονάδα).

### 5.3 Βασικό Θεώρημα Ύπαρξης Ισορροπίας Nash

Στο σημείο αυτό θα αναφερθούμε σε ένα από τα πιο βασικά θεωρήματα ύπαρξης της ισορροπίας του Nash το οποίο έχει χρησιμοποιηθεί πολλές φορές σε εφαρμογές ασυρμάτων δικτύων, με πιο χαρακτηριστική περίπτωση τον αλγόριθμο Power Control του Goodman για κυψελωτά δίκτυα [12]. Το θεώρημα αυτό είναι γνωστό ως Glicksberg-Fan-Debreu Fixed Point Theorem και είναι το παρακάτω:



**Θεώρημα 5.3.** Έστω ένα παιχνίδι σε κανονική μορφή  $G = \langle N, A, \{u_i\} \rangle$ . Το παιχνίδι αυτό έχει τουλάχιστον ένα σημείο ισορροπίας Nash αν:

- τα σύνολα  $A_i$  είναι μη-κενά, κλειστά και κυρτά υποσύνολα του  $R^n$ .
- Οι συναρτήσεις χρησιμοποίησης  $u_i$  είναι συνεχείς στις ενέργειες  $a_i$ .
- Οι συναρτήσεις χρησιμοποίησης  $u_i$  είναι *quasi-concave* στις ενέργειες  $a_i$ .

Οι παραπάνω περιορισμοί του Θεωρήματος 5.3 είναι αρκετά σημαντικοί. Για παράδειγμα, είναι πιθανόν τα σύνολα ενεργειών  $A_i$  να είναι διακριτά. Τότε το θεώρημα δεν μπορεί να εφαρμοστεί. Επίσης, μπορεί οι συναρτήσεις χρησιμοποίησης να μην είναι συνεχείς σε όλο το σύνολο των ενεργειών. Βέβαια, αξίζει να σημειωθεί ότι συχνά στην πράξη μπορεί κανείς να αποδείξει ότι ισχύει η πρώτη και η δεύτερη συνθήκη από τις παραπάνω τρεις. Η τρίτη όμως είναι εκείνη που συχνά δεν ισχύει και που απαιτεί την εύρεση κατάλληλων συναρτήσεων χρησιμοποίησης. Αναλυτικότερα, ακολουθεί ο εξής ορισμός του μαθηματικού όρου *quasi-concave*.

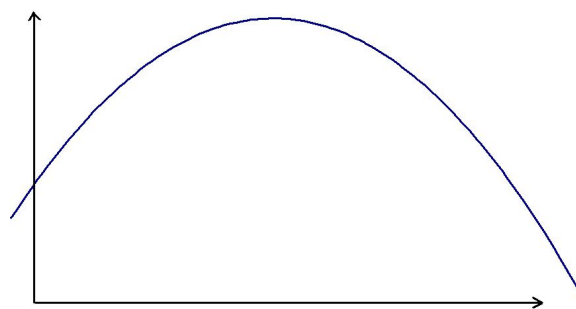
**Ορισμός 5.17.** Μία συνάρτηση  $f : Q \rightarrow \mathbb{R}$  λέγεται ότι είναι *quasi-concave* συνάρτηση αν,  $\forall \lambda \in [0, 1]$  ισχύει ότι  $f(\lambda x + (1 - \lambda)y) \geq \min\{f(x), f(y)\}$ .

Ο Ορισμός 5.17 πρακτικά σημαίνει ότι μία συνάρτηση είναι *quasi-concave* αν είναι συνεχής και αυξάνεται μέχρι ενός σημείου και μειώνεται μετά από αυτό το σημείο και έπειτα. Γραφικά παραδείγματα τέτοιων συναρτήσεων δίνονται στο Σχήμα 5.1. Για να αποδείξει λοιπόν κανείς ότι μία συνεχής και παραγωγίσιμη συνάρτηση χρησιμοποίησης ανήκει σε αυτή την κατηγορία συναρτήσεων μπορεί να χρησιμοποιήσει αναλυτικά μαθηματικά εργαλεία του διαφορικού λογισμού, όπως τις μερικές παραγώγους.

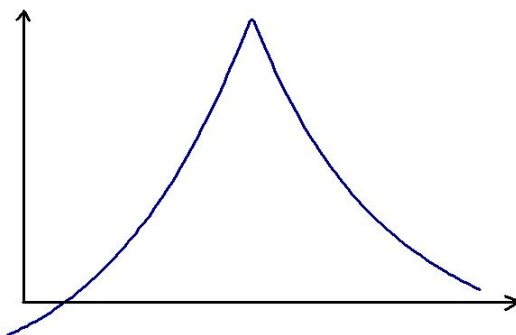
Στην περίπτωση που στο παιχνίδι οι παίχτες επιτρέπεται να ακολουθούν *Mixed Strategies* μπορεί να χρησιμοποιηθεί το παρακάτω θεώρημα που ονομάζεται *Nash's Fixed Point Theorem*.

**Θεώρημα 5.4.** Έστω ένα παιχνίδι σε κανονική μορφή  $G = \langle N, A, \{u_i\} \rangle$  και οι παίχτες ακολουθούν *Mixed Strategies*. Το παιχνίδι αυτό έχει τουλάχιστον ένα σημείο ισορροπίας Nash, *Mixed-strategy equilibrium*, αν τα σύνολα  $A_i$  είναι μη-κενά, κλειστά και κυρτά υποσύνολα του  $R^n$ .

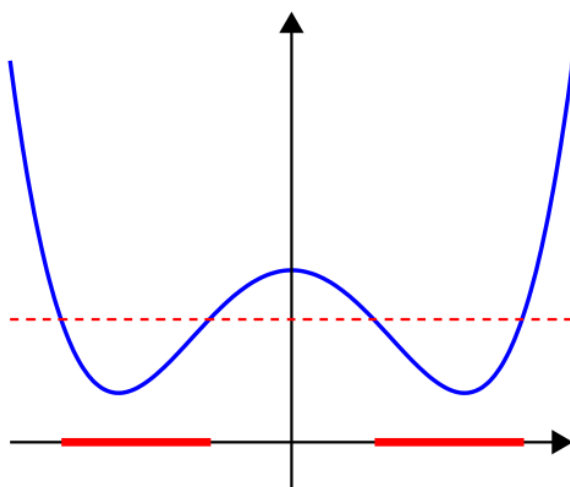
Συνοπώς, ο επιπλέον βαθμός ελευθερίας που εισάγεται στο πρόβλημα ύπαρξης σημείων ισορροπίας από τη χρησιμοποίηση κατανομών πιθανοτήτων πάνω στο χώρο ενεργειών απλοποιεί σημαντικά τις συνθήκες του Θεωρήματος 5.3. Από την άλλη όμως, η λύση του προβλήματος γίνεται πιο πολύπλοκη καθώς πλέον οι παίχτες δεν έχουν μία ντετερμινιστική στρατηγική.



(α') quasi-concave συνάρτηση.



(β') quasi-concave συνάρτηση.



(γ') Μία συνάρτηση που δεν είναι quasi-concave.

**Σχήμα 5.1:** Στο Σχήμα 5.1(α') και 5.1(β') φαίνονται δύο quasi-concave συναρτήσεις, ενώ στο 5.1(γ') μία που δεν είναι.

#### 5.4 Κατηγορίες Δυναμικής Λήψης Απόφασης - Classes of Decision Dynamics

Στο σημείο αυτό θα οριστούν δύο ακόμα πολύ σημαντικές έννοιες στη Θεωρία Παιγνίων που σχετίζονται άμεσα με την αμιγή ισορροπία Nash. Ειδικότερα, ενώ μέχρι τώρα έχει αναφερ-

θεί το επιθυμητό σημείο στο οποίο ένα παιχνίδι καταλήγει, δεν έχει γίνει αναφορά στον τρόπο με τον οποίο θα καταλήξει εκεί το παιχνίδι, ή αλλιώς σύμφωνα με ποιον κανόνα οι παίκτες θα διαλέγουν τις ενέργειες τους.

**Ορισμός 5.18. Πολιτική Βέλτιστης Απόκρισης, (Best Response Dynamic).** Ένας κανόνας απόφασης  $D_i^R : A \rightarrow A_i$  είναι ένας κανόνας της κατηγορίας *Best Response Dynamic* αν κάθε προσαρμογή μεγιστοποιεί τη συνάρτηση χρησιμοποίησης του κόμβου  $i$ , ενώ οι υπόλοιποι παίκτες συνεχίζουν την ίδια στρατηγική, ή αλλιώς:  $D_i^R(a) = \{b_i \in A_i : u_i(b_i, a_{-i}) \geq u_i(a_i, a_{-i}) \forall a_i \in A_i\}$

**Ορισμός 5.19. Πολιτική Καλύτερης Απόκρισης, (Better Response Dynamic).** Ένας κανόνας απόφασης  $D_i^R : A \rightarrow A_i$  είναι ένας κανόνας της κατηγορίας *Better Response Dynamic* αν κάθε προσαρμογή αυξάνει τη συνάρτηση χρησιμοποίησης του κόμβου  $i$ , ενώ οι υπόλοιποι παίκτες συνεχίζουν την ίδια στρατηγική, ή αλλιώς:  $D_i^R(a) = \{b_i \in A_i : u_i(b_i, a_{-i}) > u_i(a_i, a_{-i})\}$

Από τους δύο παραπάνω ορισμούς γίνεται ξεκάθαρο ότι η πρώτη πολιτική είναι πιο απαιτητική και οδηγεί σε γρήγορες μεταβολές και συνεπώς σε μικρότερο χρόνο σύγκλισης του παιχνιδιού (με δεδομένο ότι υπάρχει σημείο ισορροπίας). Αντίθετα η δεύτερη πολιτική απλώς αυξάνει τη συνάρτηση χρησιμοποίησης, χωρίς να τη μεγιστοποιεί κάθε φορά που ο παίκτης προσαρμόζεται. Αξίζει να σημειωθεί ότι υπάρχουν και άλλες περιπτώσεις προσαρμογών, οι οποίες απλώς παραλείπονται καθώς δεν θα χρησιμοποιηθούν στην εργασία αυτή.

## 5.5 Παιχνίδια Δυναμικού - Potential Games

Τα Παιχνίδια Δυναμικού (Potential Games) είναι μία κατηγορία παιχνιδιών που έχουν χρησιμοποιηθεί τα τελευταία χρόνια σε εφαρμογές της Θεωρίας Παιγνίων καθώς έχουν ορισμένα επιθυμητά χαρακτηριστικά, όπως ύπαρξη ισορροπίας κατά Nash και γρήγορη σύγκλιση. Τα παιχνίδια αυτά αρχικά ορίστηκαν επίσημα στη δημοσίευση [24].

**Ορισμός 5.20. Exact Potential Game.** Ένα παιχνίδι κανονικής μορφής  $G = \langle N, A, \{u_i\} \rangle$  λέγεται ότι είναι *Exact Potential Game* αν υπάρχει συνάρτηση  $V : A \rightarrow R$ , που ονομάζεται συνάρτηση δυναμικού, η οποία ικανοποιεί την εξής σχέση:  $u_i(b_i, a_{-i}) - u_i(a_i, a_{-i}) = V(b_i, a_{-i}) - V(a_i, a_{-i}), \forall i \in N, \forall a \in A$ .

**Ορισμός 5.21. Ordinal Potential Game.** Ένα παιχνίδι κανονικής μορφής  $G = \langle N, A, \{u_i\} \rangle$  λέγεται ότι είναι *Ordinal Potential Game* αν υπάρχει συνάρτηση  $V : A \rightarrow R$ , που ονομάζεται *Ordinal* συνάρτηση δυναμικού, η οποία ικανοποιεί το εξής:  $u_i(b_i, a_{-i}) - u_i(a_i, a_{-i}) > 0 \Leftrightarrow V(b_i, a_{-i}) - V(a_i, a_{-i}) > 0, \forall i \in N, \forall a \in A$ .

**Ορισμός 5.22. Generalized Ordinal Potential Game** Ένα παιχνίδι κανονικής μορφής  $G = \langle N, A, \{u_i\} \rangle$  λέγεται ότι είναι *Generalized Ordinal* συνάρτηση δυναμικού, η οποία ικανοποιεί το εξής:  $u_i(b_i, a_{-i}) - u_i(a_i, a_{-i}) > 0 \Rightarrow V(b_i, a_{-i}) - V(a_i, a_{-i}) > 0, \forall i \in N, \forall a \in A$ .

Από τους παραπάνω ορισμούς μπορεί κανείς εύκολα να κατανοήσει ότι η γενικότερη κατηγορία είναι τα Generalized Ordinal δυναμικά παιχνίδια, ενώ η ειδικότερη τα Exact δυναμικά παιχνίδια. Στη συνέχεια αυτού του κεφαλαίου με τον όρο δυναμικά παιχνίδια θα αναφερόμαστε και στα τρία είδη παιχνιδιών. Όλες αυτές οι κατηγορίες παιχνιδιών απαιτούν την εύρεση μίας συνάρτησης που έχει τις αντίστοιχες ιδιότητες. Μετά την εύρεση μίας τέτοιας συνάρτησης ισχύει με βάση το Θεώρημα 5.5 ότι χρησιμοποιώντας οποιοδήποτε τρόπο προσαρμογής (Παράγραφος 5.4 και 5.1.1), το παιχνίδι θα καταλήξει σε ισορροπία Nash.

**Θεώρημα 5.5.** Έστω ένα Potential παιχνίδι κανονικής μορφής  $G = \langle N, A, u_i \rangle$  με Potential συνάρτηση  $V$ . Αν  $a^* \in A$  μεγιστοποιεί την συνάρτηση  $V$ , τότε η ενέργεια  $a^*$  είναι NE.

Να σημειωθεί ότι το παραπάνω θεώρημα δεν αποκλείει την ύπαρξη πολλών σημείων ισορροπίας.

## 5.6 Pareto Optimality

Αν ένα παιχνίδι έχει πολλά σημεία NE τότε, η ισορροπία που θα οδηγηθεί ένα παιχνίδι εξαρτάται από πολλούς παράγοντες, όπως οι αρχικές συνθήκες του παιχνιδιού και οι κανόνες απόφασης  $D_i^R$ . Στο σημείο αυτό δημιουργείται το ερώτημα της εύρεσης του βέλτιστου σημείου ισορροπίας. Έτσι υπεισέρχεται η έννοια του Pareto Optimality.

**Ορισμός 5.23. Pareto Optimality.** Ένα διάνυσμα ενέργειας  $a^* \in A$  λέγεται ότι είναι Pareto Optimal αν και μόνο αν δεν υπάρχει κανένα διάνυσμα  $b \in A$  τέτοιο ώστε  $\forall i \in N : u_i(a^*) \leq u_i(b)$  και  $\exists j \in N : u_j(a^*) < u_j(b)$ .

Σύμφωνα με τον παραπάνω ορισμό, ένα διάνυσμα είναι Pareto Optimal αν δεν υπάρχει κανένα άλλο διάνυσμα το οποίο να βελτιώνει όλους τους παικτές ταυτόχρονα. Μπορούν να γίνουν οι εξής σημαντικές παρατηρήσεις στο σημείο αυτό:

- Ένα διάνυσμα ενεργειών που είναι NE δεν σημαίνει ότι είναι Pareto Optimal.
- Ένα διάνυσμα ενεργειών που είναι Pareto Optimal δεν σημαίνει ότι είναι NE.
- Γενικά, είναι επιθυμητό το παιχνίδι μας να καταλήγει σε ένα NE που είναι Pareto Optimal.

Έχοντας παρουσιάσει περιληπτικά τα βασικά στοιχεία της Θεωρίας Παιγνίων που θα χρησιμοποιηθούν στην παρούσα διπλωματική εργασία, στο επόμενο κεφάλαιο παρουσιάζεται ο διαστρωματικός αλγόριθμος Ελέγχου Τοπολογίας PTC που βασίζεται στις παραπάνω έννοιες.

## Κεφάλαιο 6

# Διαστρωματικός Αλγόριθμος *PTC*

Στο κεφάλαιο αυτό θα παρουσιαστεί ένας αλγόριθμος Ελέγχου Τοπολογίας, ο οποίος χρησιμοποιεί πληροφορία και από τα τρία κατώτερα στρώματα της στοίβας πρωτοκόλλων μέσα στο μαθηματικό πλαίσιο της Θεωρίας Παιγνίων. Ο αλγόριθμος αυτός θα ανήκει καταχρηστικά στην κατηγορία των μη-συνεργατικών αλγόριθμων, παρά το γεγονός ότι θα υπάρχει μία μικρή συνεργασία μεταξύ των κόμβων.

Αρχικά, στην Ενότητα 6.1 γίνεται αναφορά σε ορισμένες ερευνητικές προσπάθειες που έχουν γίνει τελευταία για τη δημιουργία αλγόριθμων Ελέγχου Τοπολογίας με τη χρησιμοποίηση πληροφοριών από το φυσικό στρώμα, καθώς επίσης και σχετικές δημοσιεύσεις με την εφαρμογή της Θεωρίας Παιγνίων στον Έλεγχο Τοπολογίας. Έπειτα, στην Ενότητα 6.2 παρουσιάζεται το μοντέλο του παιχνιδιού *PTC*, Physical Topology Control, ο συμβολισμός και οι συναρτήσεις χρησιμοποίησης που υιοθετούνται, καθώς και η διαισθητική τους ερμηνεία. Στη συνέχεια, στην Ενότητα 6.3, αποδεικνύεται ότι το *PTC* είναι παιχνίδι δυναμικού και αναλύονται διάφορες όψεις του αλγόριθμου. Ενώ στις Ενότητες 6.4 και 6.5 σχολιάζονται τα ζητήματα της δικαιοσύνης και της τεχνικής του Pricing για τη βελτίωση των αποτελεσμάτων του αλγόριθμου. Τέλος, στην Ενότητα 6.6 παρουσιάζονται ορισμένα σενάρια προσομοίωσης καθώς και τα αποτελέσματα και τα συμπεράσματα που προέκυψαν.

### 6.1 Σχετικές Ερευνητικές Εργασίες

Οι σχετικές ερευνητικές εργασίες ταξινομούνται σε τρεις κατηγορίες. Η κάθε κατηγορία περιέχει ανά δύο τρεις ευρύτερες έννοιες: Έλεγχος Τοπολογίας, Θεωρία Παιγνίων και Φυσικό Επίπεδο.

- **Έλεγχος Τοπολογίας και Φυσικό Επίπεδο.** Μία σχετική και πρόσφατη ερευνητική εργασία παρουσιάζεται στη δημοσίευση [11] στην οποία προτείνεται ένας κεντροποιημένος αλγόριθμος Ελέγχου Τοπολογίας για την ταυτόχρονη αύξηση της δικτυακής χωρητικότητας και τη διατήρηση της συνδεσιμότητας σε αυτοργανούμενα δί-

κτυα. Μέσα από την ανάλυση του αλγόριθμου γίνεται εμφανές ότι η χρησιμοποίηση του Φυσικού Μοντέλου δυσχεραίνει ιδιαίτερα το πρόβλημα του Ελέγχου Τοπολογίας. Επίσης, ο αλγόριθμος που προτείνεται χωρίζεται σε δύο διακριτά στάδια. Στο πρώτο στάδιο, βελτιστοποιείται η ισχύς εκπομπής με δεδομένη την τοπολογία, και στο επόμενο, βελτιστοποιείται η τοπολογία με δεδομένο την ισχύ εκπομπής. Η βασική ιδέα πίσω από αυτόν τον αλγόριθμο είναι ότι, ενώ στους αλγόριθμους του Επιπέδου Δικτύου, ο κάθε κόμβος έχει την ελάχιστη ισχύ για να επικοινωνεί με τον πιο απομακρυσμένο του γείτονα, στη συγκεκριμένη περίπτωση, ένας κόμβος μπορεί να αυξήσει την ισχύ του περισσότερο, ώστε να βελτιώσει την ποιότητα των ζεύξεων του. Η τελευταία ιδέα είναι πολύ χρήσιμη και σχετική με τη δική μας εργασία που θα περιγραφεί στη συνέχεια.

- **Έλεγχος Τοπολογίας και Θεωρία Παιγνίων.** Το θέμα αυτό αντιμετωπίστηκε πρώτη φορά πολύ πρόσφατα, με τη διδακτορική διατριβή στην οποία παρουσιάζεται ένα ολοκληρωμένο πλαίσιο χρησιμοποίησης της Θεωρίας Παιγνίων στον Έλεγχο Τοπολογίας ([18]). Στην εν λόγω διατριβή γίνεται η πρώτη επιτυχημένη μοντελοποίηση του προβλήματος Ελέγχου Τοπολογίας με χρήση των παιχνιδιών δυναμικού και παρουσιάζονται διάφορα σχετικά παιχνίδια. Αξίζει να σημειωθεί ότι δεν γίνεται χρήση του Φυσικού Επιπέδου στα παιχνίδια Ελέγχου Τοπολογίας που προτείνονται.
- **Φυσικό Επίπεδο και Θεωρία Παιγνίων.** Στην κατηγορία αυτή ανήκουν πάρα πολλές ερευνητικές εργασίες οι οποίες χρησιμοποιούν τις πληροφορίες του Φυσικού Επιπέδου για να προτείνουν αλγόριθμους Ελέγχου Ισχύος Εκπομπής (Power Control) ή Διαμοίρασης Φάσματος (Spectrum Sharing). Μία σχετική ερευνητική δουλειά είναι η [12].

Με τον προτεινόμενο αλγόριθμο συνδυάζονται και οι τρεις παραπάνω περιοχές: Έλεγχος Τοπολογίας, Θεωρία Παιγνίων και Φυσικό Επίπεδο.

## 6.2 Μαθηματικό Μοντέλο

### 6.2.1 Συμβολισμός

Αρχικά παρουσιάζεται ένας πίνακας (Πίνακας 6.1) με το συμβολισμό που θα χρησιμοποιηθεί στη συνέχεια του κεφαλαίου.

### 6.2.2 Το PTC Παιχνίδι

#### 6.2.2.1 Βασικές Υποθέσεις

Έστω το εξής παιχνίδι κανονικής μορφής  $G = \langle N, P, \{u_i\} \rangle$  (χρησιμοποιώντας το συμβολισμό του Πίνακα 6.1). Βασικές Υποθέσεις του PTC παιχνιδιού:

- Το αυτοργανούμενο δίκτυο είναι αρχικά συνδεδεμένο. Αναλυτικότερα, θεωρούμε ότι αρχικά οι κόμβοι εκπέμπουν με μέγιστη ισχύ ώστε να εντοπίσουν όλους τους γείτονές τους και συνεπώς το αρχικό δίκτυο είναι συνδεδεμένο.

Πίνακας 6.1: Συμβολισμός PTC παιχνιδιού.

Σύμβολο	Ερμηνεία
$N$	Το πλήθος των κόμβων του αυτοργανούμενου δικτύου.
$i, j$	Δύο διαφορετικοί κόμβοι του δικτύου.
$N_i$	Το πλήθος των γειτόνων του $i$ κόμβου.
$SINR_{i,j}$	Ο σηματοθορυβικός λόγος στον κόμβο $j$ από τον κόμβο $i$ .
$g_{i,j}$	Το κέρδος του καναλιού μετάδοσης στον κόμβο $j$ από τον κόμβο $i$ .
$P_j$	Ο χώρος ενεργειών της ισχύος εκπομπής του κόμβου $j$ . Ισχύει ότι $P_j \in [P_{min}, P_{max}]$ .
$P$	Ο χώρος ενεργειών όλων των κόμβων του δικτύου, $P = P_1 \times P_2 \times \dots \times P_N$ .
$p_i$	Η ισχύς εκπομπής του κόμβου $i$ , $p_i \in P_i$ .
$\sigma_j$	Η ισχύς θορύβου περιβάλλοντος στον κόμβο $j$ .
$p$	Το διάνυσμα ισχύων όλων των κόμβων του δικτύου ( $p_1, p_2, \dots, p_N$ ).
$u_j(p)$	Η συνάρτηση χρησιμοποίησης που λαμβάνει ο κόμβος $j$ από το διάνυσμα ισχύων $P$ .

- Οι κόμβοι διαθέτουν την ικανότητα να εκτιμούν τα κέρδη  $g_{i,j}$  των ενεργών ζεύξεων τους.
- Οι κόμβοι αποστέλλουν στους γείτονες τους την ποιότητα της λήψης ( $SINR_{i,j}$ ) των ενεργών ζεύξεών τους. Δηλαδή, αν ένας κόμβος  $i$  στέλνει ένα μήνυμα στον κόμβο  $j$ , τότε ο δεύτερος θα αποστείλει ένα μήνυμα (*feedback message*) στον πρώτο (μέσω ενός καναλιού ανάδρασης χαμηλού ρυθμού μετάδοσης), για να τον ειδοποιήσει για την ποιότητα λήψης του μηνύματος.
- Οι κόμβοι χρησιμοποιούν ένα πρωτόκολλο δικτύου το οποίο τους επιτρέπει να γνωρίζουν τους  $K$  κοντινότερους γείτονες τους. Αναλυτικότερα, ένα τέτοιο πρωτόκολλο είναι συνδυασμός ενός αντιδρώντος πρωτοκόλλου (reactive) με ένα προορατικό (proactive) πρωτόκολλο δικτύου. Η συγκεκριμένη πληροφορία θα χρησιμοποιηθεί, όπως θα δούμε παρακάτω, από τον PTC αλγόριθμο για τη διατήρηση της συνδεσιμότητας του δικτύου.
- Το πρωτόκολλο του δεύτερου στρώματος της στοίβας πρωτοκόλλων (MAC Layer) μπορεί να είναι ένα πρωτόκολλο τυχαίας πρόσβασης όπως το CSMA/CA, ή ένα οποιοδήποτε άλλο πρωτόκολλο πολλαπλής πρόσβασης, όπως το CDMA ([32]).

### 6.2.2.2 Συνάρτηση Χρησιμοποίησης

Στην ενότητα αυτή περιγράφονται οι διαφορετικές συναρτήσεις χρησιμοποίησης που εξετάστηκαν. Ακολουθούν οι απαιτήσεις που τέθηκαν από τις συναρτήσεις χρησιμοποίησης:

- Αν η νέα στάθμη ισχύος ενός κόμβου οδηγεί στην αποσύνδεση του δικτύου, τότε η συνάρτηση χρησιμοποίησης πρέπει να παίρνει την ελάχιστη δυνατή τιμή (για παράδειγμα

0 αν οι τιμή των συναρτήσεων χρησιμοποίησης είναι πάντα μη αρνητική).

- Για πολύ μεγάλη ισχύς εκπομπής (θεωρητικά άπειρη) η τιμή της συνάρτησης χρησιμοποίησης πρέπει να είναι μηδέν.
- Η βελτίωση της ποιότητας των ζεύξεων πρέπει, σε γενικές γραμμές, να οδηγεί στην αύξηση της τιμής της συνάρτησης χρησιμοποίησης, ενώ η αύξηση της ισχύος εκπομπής πρέπει να οδηγεί στη μείωσή της.

Η ποιότητα μιας ζεύξης στα δίκτυα δεδομένων σχετίζεται άμεσα με την τιμή του σηματοθορυβικού λόγου στον παραλήπτη ενός μηνύματος και ποσοτικοποιείται μέσω της πιθανότητας απόρριψης ενός πακέτου. Αναλυτικότερα, έστω  $P_e$  η πιθανότητα λάθους ενός *bit* εκπεμπόμενης πληροφορίας (Bit Error Rate (BER)) και  $P_C$  η πιθανότητα σωστής λήψης ενός πακέτου (Probability of Correct Reception of a frame (FSR)). Τότε, στην περίπτωση του προσθετικού λευκού γκαουσιανού θορύβου Γαусс (AWGN), αποδεικνύονται οι παρακάτω μαθηματικές σχέσεις που συνδέουν το σχήμα διαμόρφωσης του σήματος με την τιμή του *SINR*. (Πίνακας 6.2 και Σχήμα 6.1).

Σχήμα Διαμόρφωσης	$f(\gamma)$
<i>BPSK</i>	$Q(\sqrt{2\gamma})$
<i>DPSK</i>	$\frac{1}{2} \cdot e^{-\gamma}$
<i>Coherent FSK</i>	$Q(\sqrt{\gamma})$
<i>Non – Coherent FSK</i>	$\frac{1}{2} \cdot e^{-\frac{\gamma}{2}}$

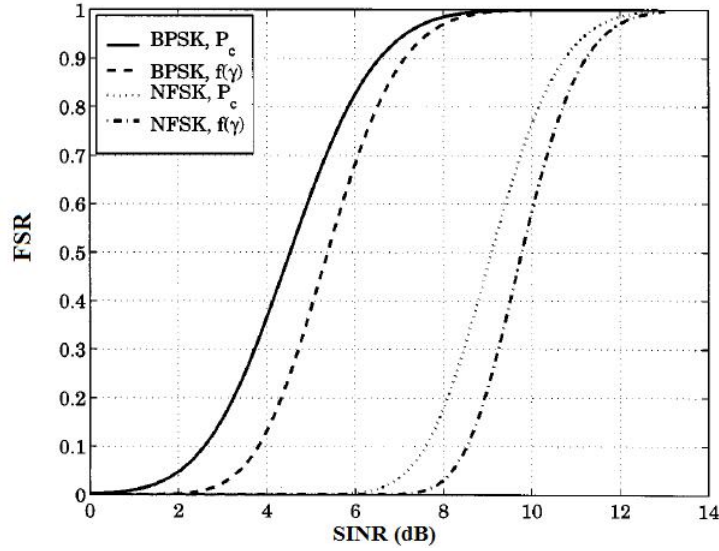
**Πίνακας 6.2:** Σχέση σχήματος διαμόρφωσης με το *SINR* σε AWGN περιβάλλον. [12]

Παρατηρείται ότι όλες οι παραπάνω συναρτήσεις έχουν παρόμοια μορφή που μοιάζει με μία σιγμοειδή (sigmoidal) συνάρτηση. Για λόγους απλότητας λοιπόν, και χωρίς βλάβη της γενικότητας, χρησιμοποιείται η σιγμοειδής συνάρτηση για την αντιστοίχιση της πιθανότητας απόρριψης ενός πακέτου με την τιμή του σηματοθορυβικού λόγου στον παραλήπτη του πακέτου. Η σιγμοειδής συνάρτηση, της οποίας η μαθηματική σχέση είναι η (6.1), διαθέτει δύο παραμέτρους,  $a$  και  $b$ , με τις οποίες ρυθμίζεται η μορφή της. Η τιμή  $b$  είναι το κατώφλι στο οποίο η τιμή της συνάρτησης αυξάνει απότομα, ενώ η τιμή  $a$  καθορίζει την ταχύτητα μεταβολής της τιμής γύρω από το κατώφλι  $b$ . Κάποιες χαρακτηριστικές περιπτώσεις φαίνονται στο Σχήμα 6.2.

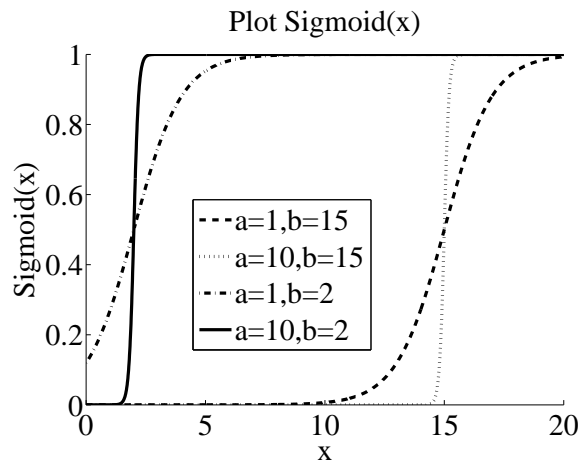
$$sig(x) = \frac{1}{1 + e^{-a(x-b)}} \quad (6.1)$$

Ένας κόμβος λοιπόν, από τη μία επιθυμεί να έχει καλές ζεύξεις, επιθυμία που ποσοτικοποιείται μέσω των σιγμοειδών συναρτήσεων των σηματοθορυβικών λόγων των ζεύξεων του, και από την άλλη, χαμηλή ισχύ εκπομπής, χωρίς όμως να αποσυνδέεται από το υπόλοιπο δίκτυο. Οι τρεις προηγούμενες επιθυμίες ενός κόμβου ικανοποιούνται με τις δύο παρακάτω συναρτήσεις χρησιμοποίησης,  $u_i^{(A)}(p)$ , και  $u_i^{(B)}(p)$ :





**Σχήμα 6.1:** Σχέση  $FSR$  με το  $SINR$  για δύο σχήματα διαμόρφωσης. Οι περιπτώσεις  $f(\gamma)$  αντιστοιχούν στις συναρτήσεις του Πίνακα 6.2 ενώ οι υπόλοιπες προέρχονται από αποτελέσματα προσομοιώσεων. ([12])



**Σχήμα 6.2:** Παραδείγματα σιγμοειδών συναρτήσεων. Η τιμή του  $b$  καθορίζει το κατώφλι και η τιμή του  $a$  την ταχύτητα μεταβολής γύρω από το κατώφλι.

$$u_i^{(A)}(p) = \begin{cases} \frac{\sum_{j \in N_i} \text{Sig}(SINR_{i,j})}{p_i}, & \text{αν το δίκτυο παραμένει συνδεδεμένο} \\ 0, & \text{διαφορετικά.} \end{cases} \quad (6.2)$$

$$u_i^{(B)}(p) = \begin{cases} \frac{\frac{1}{N_i} \sum_{j \in N_i} \text{Sig}(SINR_{i,j})}{p_i}, & \text{αν το δίκτυο παραμένει συνδεδεμένο} \\ 0, & \text{διαφορετικά.} \end{cases} \quad (6.3)$$

Εκτός από τις δύο παραπάνω συναρτήσεις χρησιμοποίησης που χρησιμοποιούν την πληροφορία της ποιότητας των ζεύξεων, προτείνουμε και την παρακάτω συνάρτηση  $u_i^{(P)}(p)$ , η οποία λαμβάνει υπόψιν μόνο τη μείωση της ισχύος εκπομπής του εκάστοτε κόμβου.

$$u_i^{(P)}(p) = \begin{cases} -p_i, & \text{αν το δίκτυο παραμένει συνδεδεμένο} \\ -p_{max} - \epsilon, \forall \epsilon > 0, & \text{διαφορετικά.} \end{cases} \quad (6.4)$$

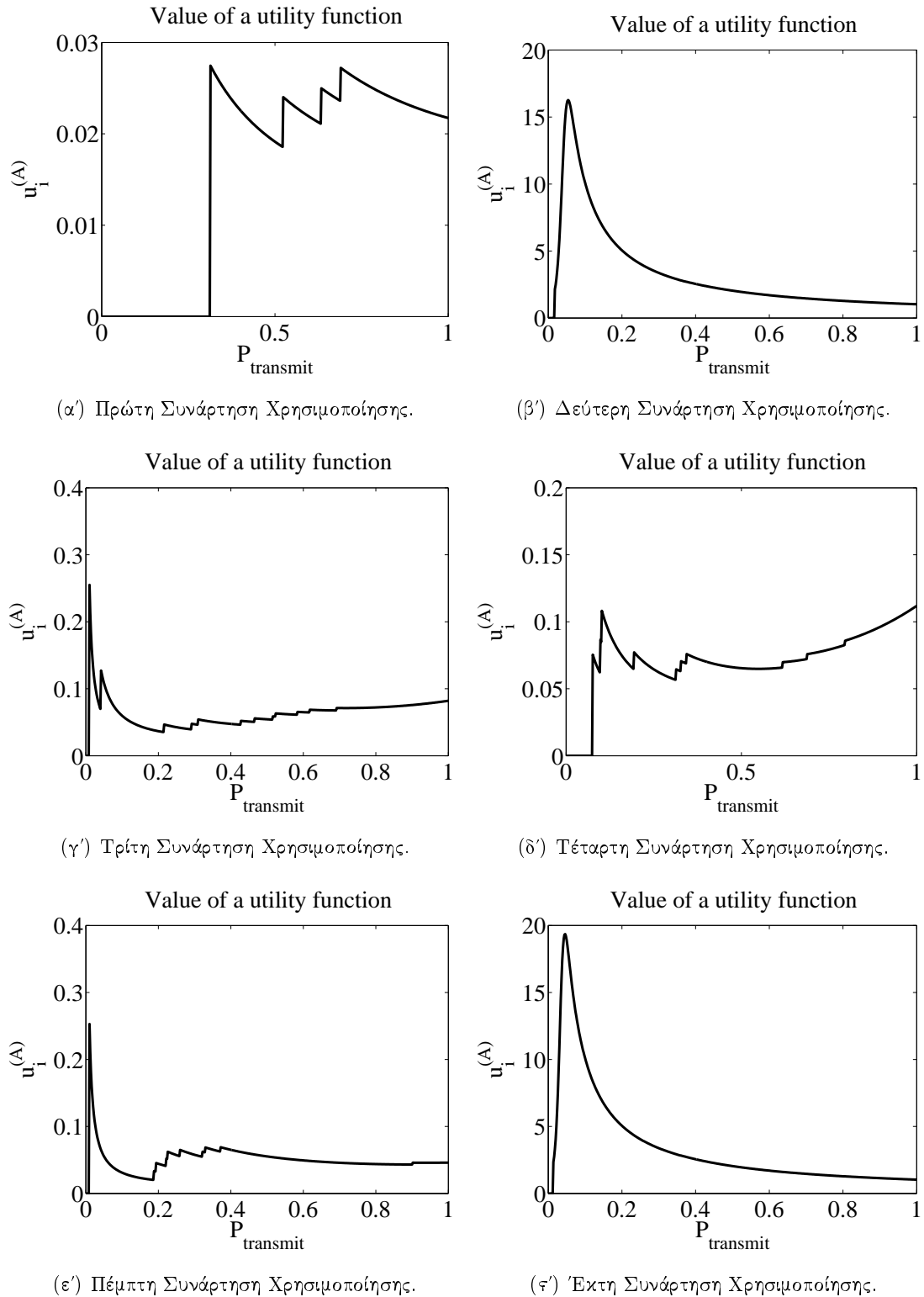
Είναι εύκολο κανείς να αποδείξει ότι οι παραπάνω συναρτήσεις χρησιμοποίησης δεν είναι quasi-concave συναρτήσεις. Μάλιστα, στη γενική περίπτωση, μπορεί να μην είναι ούτε συνεχείς καθώς με την αύξηση της ισχύος εκπομπής, στο άθροισμα του αριθμητή, προστίθενται οι σηματοθορυβικοί λόγοι νέων ζεύξεων. Επίσης, αναφορικά με τα διαστήματα τιμών των συναρτήσεων χρησιμοποίησης έχουμε τα εξής:

- Η  $u_i^{(A)}$  λαμβάνει τιμές εντός του διαστήματος  $[0 \cdots |N_i|]$ , με την τιμή 0 να δίνεται μόνο αν η εκάστοτε στάθμη ισχύος οδηγεί στην αποσύνδεση του δικτύου.
- Η  $u_i^{(B)}$  λαμβάνει τιμές στο διάστημα  $[0 \cdots \frac{1}{p_i}]$ .
- Η  $u_i^{(P)}(p)$  λαμβάνει τιμές στο διάστημα  $[-p_{max} - \epsilon, \cdots, 0]$ ,  $\forall \epsilon > 0$ . Στην περίπτωση απόσυνδесής του από το δίκτυο, ο κόμβος θα λάβει την μικρότερη δυνατή τιμή ( $-p_{max} - \epsilon$ ), ενώ σε κάθε άλλη περίπτωση λαμβάνει μεγαλύτερη τιμή (αφού  $-p_i > -p_{max} > -p_{max} - \epsilon$ ).

Στο σημείο αυτό παρουσιάζονται ορισμένα χαρακτηριστικά γραφικά παραδείγματα συναρτήσεων χρησιμοποίησης (Σχήμα 6.3) σε σχέση με την ισχύ εκπομπής ενός κόμβου, ώστε να γίνει αντιληπτό ότι οι εν λόγω συναρτήσεις, στη γενική περίπτωση, δεν είναι καθόλου ομαλές.

Πιο συγκεκριμένα, οι παραπάνω γραφικές παραστάσεις απεικονίζουν ορισμένα παραδείγματα συναρτήσεων χρησιμοποίησης  $u_i^{(A)}$  (με όμοιο τρόπο συμπεριφέρεται και η  $u_i^{(B)}$ ) με την αύξηση της ισχύος εκπομπής ενός κόμβου. Ο οριζόντιος άξονας απεικονίζει την κανονικοποιημένη ισχύ εκπομπής. Η ελάχιστη τιμή είναι μηδέν, ενώ η μέγιστη ισχύς είναι τέτοια ώστε να φαίνεται ξεκάθαρα η μορφή των συναρτήσεων για μεγάλο εύρος τιμών της ισχύος εκπομπής. Παρατηρείται ότι για πολύ μικρή ισχύ εκπομπής οι συναρτήσεις χρησιμοποίησης έχουν την τιμή μηδέν, όπως αναμενόταν, καθώς ο κόμβος αξιολογεί ότι το δίκτυο είναι αποσυνδεδεμένο (Παράγραφος 6.2.2.3). Επίσης, παρατηρείται ότι είναι πιθανόν με την αύξηση της ισχύος η συνάρτηση να κάνει άλματα γεγονός που οφείλεται στην αύξηση του αριθμού των ζεύξεων και συνεπώς στην αύξηση των προσθετών στον αριθμητή του κλάσματος στη σχέση (6.2).

Ακόμα, παρατηρείται ότι η αύξηση της ισχύος μπορεί να οδηγήσει τόσο σε μείωση της τιμής της συνάρτησης χρησιμοποίησης  $u_i^{(A),(B)}$ , όταν δεν αντισταθμίζεται από σημαντικά οφέλη στην ποιότητα των ζεύξεων, όσο και σε αύξηση της τιμής της, όταν οι ζεύξεις βελτιώνονται αναλογικά περισσότερο από τη μείωση της ισχύος. Προφανώς, για πολύ μεγάλη ισχύ εκπομπής η τιμή της συνάρτησης χρησιμοποίησης  $u_i^{(A),(B)}$  τείνει στο μηδέν, αφού το άθροισμα στον αριθμητή του πρώτου κλάδου της συνάρτησης είναι άνω φραγμένο (από το πλήθος των κόμβων του δικτύου, ή από τη μονάδα, για την πρώτη και δεύτερη συνάρτηση χρησιμοποίησης αντίστοιχα).



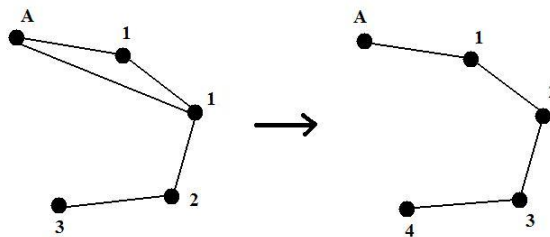
**Σχήμα 6.3:** Γραφικά παραδείγματα έξι συναρτήσεων χρησιμοποίησης  $u_i^{(A)}$ . Είναι φανερό ότι οι συναρτήσεις στη γενική περίπτωση μπορεί να μην είναι ούτε συνεχείς.

### 6.2.2.3 Έλεγχος Διατήρησης Συνδεσιμότητας

Ένα βασικό σημείο που απαιτεί διερεύνηση στις παραπάνω συναρτήσεις χρησιμοποίησης  $(u_i^{(A),(B),(P)})$  είναι ο τρόπος με τον οποίο ένας κόμβος “μαθαίνει” ότι η ισχύς που έχει επιλέξει διατηρεί το δίκτυο συνδεδεμένο. Για να το κάνει αυτό ο αλγόριθμος PTC χρησιμοποιεί πληροφορία που ανήκει στο στρώμα Δικτύου. Αναλυτικότερα, υπενθυμίζεται η υπόθεση ότι το στρώμα Δικτύου γνωρίζει τους γείτονες που βρίσκονται σε απόσταση  $K$  βημάτων. Χρησιμοποιώντας το λήμμα 6.1 ως μία ικανή (αλλά όχι αναγκαία) συνθήκη συνδεσιμότητας, ένας κόμβος μπορεί να γνωρίζει αν πράγματι το δίκτυο είναι συνδεδεμένο μετά την προσαρμογή της ισχύος του.

**Λήμμα 6.1.** Έστω ένας συνδεδεμένος γράφος επικοινωνίας  $G_{com}(V, E_{com})$  και ο μοναδικός κόμβος  $i$  που προσαρμόζει μία συγκεκριμένη χρονική στιγμή την ισχύ εκπομπής του σε μία μικρότερη τιμή. Έστω ότι ο κόμβος  $i$  γνωρίζει, κάθε στιγμή, τους  $K - hop$  γείτονες (για παράδειγμα, για  $K = 3$  ο κόμβος ξέρει όλους τους γείτονες που απέχουν από τον ίδιο τρία βήματα). Αν πριν και μετά την προσαρμογή οι  $K - hop$  γείτονες είναι οι ίδιοι, τότε το δίκτυο παραμένει συνδεδεμένο.

**Απόδειξη.** Η ιδέα πίσω από το παραπάνω λήμμα είναι ότι αν ένας κόμβος μπορεί να φτάσει τους ίδιους κόμβους μετά την προσαρμογή της ισχύος του, τότε αν το δίκτυο ήταν αρχικά συνδεδεμένο, θα παραμένει συνδεδεμένο και μετά την προσαρμογή. Προφανώς το αντίστροφο δεν ισχύει, εκτός και αν ο κόμβος γνωρίζει όλους τους γείτονες του δικτύου. Για παράδειγμα, έστω το δίκτυο που φαίνεται στο Σχήμα 6.4 στο οποίο φαίνονται οι αποστάσεις των υπολοίπων τεσσάρων κόμβων από τον κόμβο  $A$  πριν και μετά την προσαρμογή της ισχύος του. Για  $K = 3$  ο κόμβος  $A$  θεωρεί ότι το δίκτυο αποσυνδέθηκε, κάτι που δεν ισχύει στην πραγματικότητα.



**Σχήμα 6.4:** Παράδειγμα αυτοργανούμενου δικτύου στο οποίο φαίνεται ότι το αντίστροφο του λήμματος 6.1 δεν ισχύει.

Στην πράξη, ένα αυτοργανούμενο δίκτυο μπορεί να ξέρει το πολύ τους γείτονες σε απόσταση  $K = 3$ . Όσο μεγαλύτερη γνώση έχουν οι κόμβοι για το δίκτυο τόσο πιο αποτελεσματικός μπορεί να είναι ο PTC αλγόριθμος ως προς τη μείωση της κατανάλωσης της ισχύος. Συνεχίζοντας με το παράδειγμα του σχήματος 6.4, αν ο κόμβος  $A$  είχε  $K = 4$ , τότε μετά την προσαρμογή της ισχύος θα συνέχιζε να θεωρεί ότι είναι συνδεδεμένος και άρα θα διατηρούσε

τη νέα μειωμένη ισχύ. Βέβαια, στην πράξη, και με βάση τα συμπεράσματα της παραγράφου 3.2.2.2, είναι πιθανόν να μην είναι επιθυμητή η υπερβολική μείωση της ισχύος εκπομπής και άρα της υπερβολικής αύξησης της μέσης απόστασης που διανύει ένα πακέτο.

Αναφορικά με την πολυπλοκότητα επικοινωνίας του *PTC* αλγόριθμου, που οφείλεται στην ικανότητα των κόμβων να γνωρίζουν τους γείτονες σε απόσταση  $K$  βημάτων, μπορεί να σχολιαστεί το εξής: Η γνώση αυτή μπορεί να προέρχεται είτε από ένα κατάλληλο πρωτόκολλο στο στρώμα Δικτύου της στοίβας πρωτοκόλλων, είτε από κατάλληλη λειτουργία του *MAC* πρωτοκόλλου. Αναφερόμενοι στη δεύτερη περίπτωση, κάθε φορά που ένας κόμβος παρατηρεί αλλαγή στους  $K$  γείτονές του, αποστέλλει τη νέα λίστα γειτόνων, μέσω ενός μηνύματος καθολικής εκπομπής (Broadcast), στους άμεσους γείτονές του. Τότε οι τελευταίοι, μέσω κάποιου αλγόριθμου πλημμύρας, μπορούν να διασπείρουν τη συγκεκριμένη πληροφορία γρήγορα και αποδοτικά.

#### 6.2.2.4 Κανόνες Απόφασης $D_i^R$

Τέλος, πρέπει να αναφερθούν οι τρόποι με τους οποίους οι κόμβοι επιλέγουν τη νέα τους ισχύ μέσα από το χώρο ενεργειών τους, ή αλλιώς οι κανόνες απόφασης  $D_i^R$ . Πιο συγκεκριμένα, όσον αφορά στην χρονική διάταξη των αποφάσεων, ο *PTC* αλγόριθμος ακολουθεί την τυχαία διαδικασία λήψης αποφάσεων (Ενότητα 5.1.1). Επίσης, ο *PTC* μηχανισμός χρησιμοποιεί ένα είδος πολιτικής καλύτερης απόκρισης (Παράγραφος 5.4) για τον εξής λόγο: Αν υποθέσουμε ότι ο *PTC* ακολουθεί μία πολιτική βέλτιστης απόκρισης, τότε ο τυχαίος κόμβος  $i$  θα πρέπει, πριν την προσαρμογή του, να ελέγχει όλο το χώρο ενεργειών του για το αν διατηρείται η συνδεσιμότητα του δικτύου. Κάτι τέτοιο όμως δεν είναι ρεαλιστικό, καθώς αυξάνει απαγορευτικά την πολυπλοκότητα μηνυμάτων του αλγόριθμου. Επίσης, μαθηματικά εργαλεία, όπως συνθήκες βελτιστότητας πρώτης τάξης, δεν μπορούν να χρησιμοποιηθούν αφού οι συναρτήσεις χρησιμοποίησης στη γενική περίπτωση δεν είναι συνεχείς.

Συνεπώς, γίνεται η ρεαλιστική υπόθεση ότι οι κόμβοι έχουν ένα πεπερασμένο πλήθος από στάθμες ισχύος, ή αλλιώς ότι έχουν έναν διακριτό χώρο ενεργειών. Στην αρχή του παιχνιδιού, οι κόμβοι αρχίζουν με μέγιστη ισχύ εκπομπής, και κάθε φορά που έρχεται η στιγμή να προσαρμοστούν, επιλέγουν είτε την ισχύ που είχαν μέχρι εκείνη τη στιγμή, είτε την αμέσως μικρότερη στάθμη ισχύος, ανάλογα με το ποιά ισχύς οδηγεί σε μεγαλύτερη τιμή της συνάρτησης χρησιμοποίησής τους. Με τον τρόπο αυτό, κάθε κόμβος, μετά το τέλος της προσαρμογής του, είτε παραμένει στην προηγούμενη στάθμη ισχύος, είτε επιλέγει την αμέσως χαμηλότερη στάθμη. Προφανώς, το πλήθος των στάθμων ισχύος διαδραματίζει σημαντικό ρόλο στην αποτελεσματικότητα του αλγόριθμου, καθώς και στην ταχύτητα σύγκλισής του όπως θα γίνει φανερό στη συνέχεια.

### 6.3 Ανάλυση Παιχνιδιού

Στην παράγραφο αυτή θα αποδειχτεί ότι το παιχνίδι *PTC* ανήκει στην κατηγορία των Γενικευμένων Παιχνιδιών Δυναμικού, κάτι που συνεπάγεται την ύπαρξη σημείων ισορροπίας Nash.

**Θεώρημα 6.6.** Έστω ένα παιχνίδι σε κανονική μορφή  $G = \langle N, A, \{u_i^{(A)}\} \rangle$  με κανόνες απόφασης  $D_i^R$  που παρουσιάστηκαν στην παράγραφο 6.2.2.4. Το παιχνίδι αυτό έχει τουλάχιστον ένα σημείο ισορροπίας Nash αφού είναι ένα Γενικευμένο Παιχνίδι Δυναμικού.

**Απόδειξη.** Πρέπει να δείχτεί ότι υπάρχει μία συνάρτηση  $V(p)$  τέτοια ώστε, για  $p'_i < p_i$  (απαιτείται από την μορφή των κανόνων  $D_i^R$ ):

$$u_i^{(A)}(p'_i, p_{-i}) - u_i^{(A)}(p_i, p_{-i}) > 0 \Rightarrow V(p'_i, p_{-i}) - V(p_i, p_{-i}) > 0, \forall i \in N, \forall a \in A \quad (6.5)$$

Έστω η συνάρτηση:

$$V(p) = \sum_{i=1}^N u_i^{(A)}(p) = \sum_{i \in N} \frac{\sum_{j \in N_i} \text{Sig}(\text{SINR}_{i,j})}{p_i} \quad (6.6)$$

όπου θυμίζουμε ότι  $N_i$  είναι το σύνολο των γειτόνων του κόμβου  $i$ . Έστω, ότι ένας τυχαίος κόμβος  $i$  επιλέγει μία στάθμη  $p'_i < p_i$ . Τότε ισχύει ότι:

$$u_i^{(A)}(p'_i, p_{-i}) - u_i^{(A)}(p_i, p_{-i}) > 0 \Rightarrow \Delta u_i > 0 \quad (6.7)$$

Οι στάθμες ισχύος των υπόλοιπων κόμβων παραμένουν ίδιες, αφού έχουμε υποθέσει ότι κάθε χρονική στιγμή μόνο ένας κόμβος προσαρμόζεται. Συνεπώς,  $p'_j = p_j, \forall j \in N, j \neq i$ . Στο σημείο αυτό πρέπει να διευκρινιστεί ότι ενώ κάτι τέτοιο φαίνεται μη-ρεαλιστικό, στην πραγματικότητα, αρκεί η υπόθεση ότι κατά μέσο όρο μόνο ένας κόμβος προσαρμόζεται κάθε χρονική στιγμή. Ο λόγος είναι ότι στην περίπτωση που τύχει δύο κόμβοι να προσαρμοστούν ταυτόχρονα, τότε το παιχνίδι στη γενική περίπτωση δεν θα κάνει μία προσαρμογή που θα αυξήσει τη συνάρτηση  $V$ . Το παιχνίδι όμως, μετά την απρόσμενη αυτή κίνηση θα συνεχίσει να συγκλίνει προς την ισορροπία, η οποία πιθανώς είναι διαφορετική από εκείνη που θα πήγαινε το δίκτυο αν δεν είχε γίνει η απρόσμενη ταυτόχρονη προσαρμογή των δύο κόμβων.

Υπενθυμίζουμε στο σημείο αυτό την παρακάτω σχέση ορισμού του  $\text{SINR}$ .

$$\text{SINR}_{i,j} = \frac{p_t(i) \cdot g_{i,j} \cdot d_{i,j}^{-\alpha}}{N_j + \gamma \cdot \sum_{\substack{k=1 \\ k \neq i}}^n p_t(k) \cdot g_{k,j}} \quad (6.8)$$

Επίσης, έστω ότι χωρίζουμε το σύνολο όλων των ζεύξεων  $e = (m, n) : e \in E$  του γράφου επικοινωνίας, στα εξής τέσσερα σύνολα.

- $E_1 = \{e = (m, n) : m, n \neq i\}$ .  $\frac{\text{Sig}(\text{SINR}'_{m,n})}{p'_m} > \frac{\text{Sig}(\text{SINR}_{m,n})}{p_m}, \forall e \in E_1$  γιατί η αλλαγή της ισχύος εκπομπής του κόμβου  $i$  μπορεί μόνο να αυξήσει την τιμή  $\text{SINR}$  των εν λόγω ζεύξεων και  $p'_m = p_m$ . Άρα,  $u_m^{(A)}(p') > u_m^{(A)}(p), \forall e \in E_1$ . Το σύνολο  $E_1$ , μετά την μείωση της ισχύος του κόμβου  $i$ , είναι πιθανόν να αποκτήσει νέες ζεύξεις που δεν υπήρχαν προηγουμένως, έστω  $E'_1$ . Ισχύει λοιπόν ότι  $E_1 \subseteq E'_1$ .
- $E_2 = \{e = (m, n) : m = i, n \neq i\}$ . Από τη σχέση (6.7),  $u_i^{(A)}(p') > u_i^{(A)}(p) \Rightarrow \sum_{j \in N'_i} \text{Sig}(\text{SINR}'_{i,j}) > \sum_{j \in N_i} \text{Sig}(\text{SINR}_{i,j})$ . Αξίζει να παρατηρηθεί ότι στην τελευταία ανισότητα έχουμε ορίσει δύο σύνολα  $N'_i$  και  $N_i$  γιατί μετά τη μείωση της ισχύος εκπομπής ο κόμβος  $i$  είναι πιθανόν να έχει λιγότερους γείτονες. Συνεπώς, ισχύει ότι  $E'_2 \subseteq E_2$ .

- $E_3 = \{e = (m, n) : m \neq i, n = i\}$ . Ισχύει ότι:  $\frac{\text{Sig}(\text{SINR}'_{m,n})}{p'_m} = \frac{\text{Sig}(\frac{p'_m \cdot g_{m,i}}{I'_{i \setminus m}})}{p_{m'}}$ , όμως  $p'_m = p_m$ ,  $I'_{i \setminus m} = I_{i \setminus m}$ . Άρα  $u_m^{(A)}(p') = u_m^{(A)}(p)$ ,  $\forall e \in E_3$ . Ισχύει ότι  $E'_3 = E_3$ .
- $E_4 = \{e = (m, n) : m = i, n = i\}$ . Αυτή η περίπτωση δεν έχει φυσική σημασία, καθώς ο κόμβος  $i$  δεν επικοινωνεί με τον εαυτό του.

Συνεπώς, σύμφωνα με τα παραπάνω έχουμε:

$$\begin{aligned} V(p') - V(p) &= \sum_{j=1}^N u_j^{(A)}(p') - \sum_{j=1}^N u_j^{(A)}(p) \Rightarrow \\ V(p') - V(p) &= \Delta u_i + \sum_{j=1, j \neq i}^N (u_j^{(A)}(p') - u_j^{(A)}(p)) \Rightarrow \\ V(p') - V(p) &> 0 \end{aligned} \quad (6.9)$$

Επομένως, η συνάρτηση (6.6) είναι πράγματι μία συνάρτηση δυναμικού του *PTC* παιχνιδιού. Η συνάρτηση (6.6) έχει πολύ μεγάλη φυσική σημασία καθώς αποτελεί το άθροισμα των συναρτήσεων χρησιμοποίησης  $u_i^{(A)}$  όλων των παικτών του παιχνιδιού. Έτσι, καθώς το παιχνίδι εξελίσσεται, πάντα θα βαίνει προς μία καλύτερη κατάσταση όσον αφορά στο συμβιβασμό (trade-off) μεταξύ της ποιότητας των ζεύξεων και της συνολικής κατανάλωσης ισχύος. Ο συμβιβασμός αυτός δίνεται μέσω του λόγου του αθροίσματος της ποιότητας των ζεύξεων με τις ισχύες εκπομπής.

Το ερώτημα που παραμένει είναι κατά πόσο από μόνοι τους οι δύο προηγούμενοι στόχοι, η αύξηση της ποιότητας ζεύξεων και η μείωση της κατανάλωσης ισχύος, πραγματοποιούνται σε κάθε προσαρμογή του αλγόριθμου. Με το Θεώρημα 6.7 δείχνουμε ότι η συνολική κατανάλωση ισχύος μειώνεται μετά από κάθε προσαρμογή ενός τυχαίου κόμβου του δικτύου, ενώ με το Θεώρημα 6.8 δείχνουμε ότι κάτι αντίστοιχο δεν συμβαίνει στη γενική περίπτωση για την ποιότητα των ζεύξεων. Στην πράξη όμως, όπως θα φανεί, τόσο στην παρακάτω μαθηματική ανάλυση, όσο και στα αποτελέσματα των προσομοιώσεων, επιτυγχάνεται και ο δεύτερος στόχος της βελτίωσης της ποιότητας των ζεύξεων.

**Θεώρημα 6.7.** Έστω ένα παιχνίδι σε κανονική μορφή  $G = \langle N, A, \{u_i^{(A)}\} \rangle$  με κανόνες απόφασης  $D_i^R$  που παρουσιάστηκαν στην Ενότητα 6.2.2.4. Το παιχνίδι αυτό είναι ένα Γενικευμένο Παιχνίδι Δυναμικού με συνάρτηση δυναμικού  $V(p) = -\sum_{i=1}^N p_i$ .

**Απόδειξη.** Σύμφωνα με τους κανόνες απόφασης  $D_i^R$ , πάντα ο κόμβος  $i$  που προσαρμόζεται επιλέγει μία στάθμη ισχύος μικρότερη (ή ίδια) από (με) την προηγούμενη. Συνεπώς,  $p'_i < p_i$  και  $p'_m = p_m$ ,  $\forall m \in N, m \neq i$ . Άρα  $V(p') > V(p)$ . Επομένως το παιχνίδι είναι ένα Γενικευμένο Παιχνίδι Δυναμικού με συνάρτηση δυναμικού την συνάρτηση  $V(p) = -\sum_{i=1}^N p_i$ .

**Θεώρημα 6.8.** Έστω ένα παιχνίδι σε κανονική μορφή  $G = \langle N, A, \{u_i^{(A)}\} \rangle$  με κανόνες αποφάσης  $D_i^R$  (Παράγραφος 6.2.2.4). Η συνάρτηση  $f(p) = \sum_{(i,j) \in E} (\text{Sig}(\text{SINR}_{i,j}))$  δεν είναι μία συνάρτηση δυναμικού.

**Απόδειξη.** Η συνάρτηση  $f(p)$  αποτελεί το άθροισμα των σηματοθορυβικών λόγων των ζεύξεων σε ένα αυτοργανούμενο δίκτυο. Για την απόδειξη αυτού του θεωρήματος θα χρησιμοποιήσουμε τον ίδιο διαχωρισμό των ζεύξεων που παρουσιάσαμε στην απόδειξη του θεωρήματος 6.6. Συγκεκριμένα, για τα σύνολα  $E_1, E_3, E_4$  δεν υπάρχει καμία βασική διαφορά στο σκεπτικό της απόδειξης και συνεπώς:  $Sig(SINR'_{m,n}) > Sig(SINR_{m,n}), \forall (m,n) \in E_1, E_3$ . Το σύνολο  $E_4$  δεν έχει φυσική σημασία.

Για τις ζεύξεις του συνόλου  $E_2$  ισχύει ότι  $p'_i = p_i - L$ , όπου  $L$  η σταθερή απόσταση μεταξύ δύο συνεχόμενων βαθμίδων ισχύος εκπομπής (προφανώς  $L > 0$ ). Επίσης, η διαφορά της συνάρτησης  $f(p)$  πριν και μετά την προσαρμογή ενός τυχαίου κόμβου  $i$  δίνεται από την παρακάτω σχέση:

$$\begin{aligned}
f(p') - f(p) &= \sum_{e=(i,j) \in E'} (Sig(SINR'_{i,j})) - \sum_{e=(i,j) \in E} (Sig(SINR_{i,j})) \Rightarrow \\
f(p') - f(p) &= \sum_{e \in E_1, E_3} (Sig(SINR'_e) - Sig(SINR_e)) + \sum_{e \in E'_1 \setminus E_1, E'_3 \setminus E_3} (Sig(SINR'_e)) + \\
&+ \sum_{e \in E'_2} (Sig(SINR'_{i,j})) - \sum_{e \in E_2} (Sig(SINR_{i,j}))
\end{aligned} \tag{6.10}$$

Επίσης, από τη σχέση (6.7):  $u_i^{(A)}(p'_i, p_{-i}) - u_i^{(A)}(p_i, p_{-i}) > 0 \Rightarrow \Delta u_i > 0$  έχουμε ότι:

$$\begin{aligned}
\Delta u_i^{(A)} &> 0 \Rightarrow \\
\frac{\sum_{j \in N'_i} Sig(SINR'_{i,j})}{p'_i} - \frac{\sum_{j \in N_i} Sig(SINR_{i,j})}{p_i} &> 0 \Rightarrow \\
\frac{\sum_{j \in N'_i} Sig(SINR'_{i,j})}{p'_i} &> \frac{\sum_{j \in N_i} Sig(SINR_{i,j})}{p_i} \Rightarrow \\
\frac{\sum_{j \in N'_i} Sig(SINR'_{i,j})}{p_i - L} &> \frac{\sum_{j \in N_i} Sig(SINR_{i,j})}{p_i} \Rightarrow
\end{aligned}$$

$$\begin{aligned}
\sum_{j \in N'_i} (Sig(SINR'_{i,j})) - \sum_{j \in N_i} Sig(SINR_{i,j}) &> - \sum_{j \in N_i} (Sig(SINR_{i,j})) \cdot \frac{L}{p_i} \Rightarrow \\
\sum_{j \in E'_2} (Sig(SINR'_{i,j})) - \sum_{j \in E_2} Sig(SINR_{i,j}) &> - \sum_{j \in E_2} (Sig(SINR_{i,j})) \cdot \frac{L}{p_i}
\end{aligned} \tag{6.11}$$

Συνεπώς, χρησιμοποιώντας τη σχέση (6.11), στην εξίσωση (6.10) ο τελευταίος όρος του αθροίσματος μπορεί να έχει αρνητική τιμή.



Άρα, στη γενική περίπτωση δεν μπορούμε να εγγυηθούμε ότι πράγματι η συνάρτηση  $f(p)$  αυξάνεται μετά την προσαρμογή ή αλλιώς ότι η  $f(p)$  είναι συνάρτηση δυναμικού. Βέβαια, για μικρή τιμή του  $L$ , ή αλλιώς, για πολλές στάθμες ισχύος, το κάτω όριο του συγκεκριμένου όρου του αθροίσματος τείνει στο  $0^-$ . Επίσης, η εξίσωση (6.10) έχει τους δύο πρώτους όρους της πάντα θετικούς και συνεπώς, η συνάρτηση  $f(p)$  θα αυξάνει την τιμή της σε πολλές από τις προσαρμογές των κόμβων. Στις προσομοιώσεις που ακολουθούν παρατηρείται ότι πράγματι κάτι τέτοιο συμβαίνει σε όλες τις περιπτώσεις που εξετάζονται.

Στη συνέχεια αναφέρονται ορισμένα θεωρήματα που αφορούν στο παιχνίδι με συνάρτηση χρησιμοποίησης  $u_i^{(B)}(p)$ . Η συνάρτηση αυτή αξιολογεί την ποιότητα των ζεύξεων μέσω της μέσης τιμής των σηματοθορυβικών λόγων των ενεργών ζεύξεων. Συνεπώς, ο κόμβος θεωρεί σημαντικότερο το να έχει λίγες και υψηλής ποιότητας ζεύξεις από το να έχει πολλές και χαμηλής ποιότητας, όπως θα έκανε με την πρώτη συνάρτηση χρησιμοποίησης  $u_i^{(A)}(p)$ .

**Θεώρημα 6.9.** Έστω ένα παιχνίδι σε κανονική μορφή  $G = \langle N, A, \{u_i^{(B)}\} \rangle$  με κανόνες απόφασης  $D_i^R$  που παρουσιάστηκαν στην Ενότητα 6.2.2.4. Το παιχνίδι αυτό έχει τουλάχιστον ένα σημείο ισορροπίας κατά Nash αφού είναι ένα Γενικευμένο Παιχνίδι Δυναμικού με συνάρτηση δυναμικού  $V(p) = -\sum_{i=1}^{i=N} (p_i)$ .

**Απόδειξη.** Η απόδειξη είναι η ίδια με εκείνη του θεωρήματος 6.8.

**Θεώρημα 6.10.** Έστω το γενικευμένο παιχνίδι δυναμικού σε κανονική μορφή  $G = \langle N, A, \{u_i^{(B)}\} \rangle$  με κανόνες απόφασης  $D_i^R$  που παρουσιάστηκαν στην παράγραφο 6.2.2.4. Η συνάρτηση  $f(p) = \sum_{i=1}^{i=N} (u_i^{(B)})$  δεν είναι συνάρτηση δυναμικού.

**Απόδειξη.** Πρέπει να ισχύει η παρακάτω επαγωγή:

$$u_i^{(B)}(p'_i, p_{-i}) - u_i^{(B)}(p_i, p_{-i}) > 0 \Rightarrow f(p'_i, p_{-i}) - f(p_i, p_{-i}) > 0, \forall i \in N, \forall a \in A \quad (6.12)$$

Επίσης,

$$\begin{aligned} f(p') - f(p) &= \sum_{j=1}^{j=N} u_j^{(B)}(p') - \sum_{j=1}^{j=N} u_j^{(B)}(p) \Rightarrow \\ f(p') - f(p) &= \Delta u_i + \sum_{j=1, j \neq i}^{j=N} (u_j^{(B)}(p') - u_j^{(B)}(p)) \end{aligned} \quad (6.13)$$

Για την εύρεση του προσήμου του δεύτερου όρου στο παραπάνω άθροισμα έχουμε τα εξής:

- $u_j^{(B)}, j \neq i$ . Η μείωση της στάθμης ισχύος του κόμβου  $i$  μπορεί να οδηγήσει στην αύξηση των γειτόνων των υπόλοιπων κόμβων και συνεπώς στην ταυτόχρονη αύξηση του αθροίσματος των σηματοθορυβικών λόγων και του πλήθους των γειτόνων. Συνεπώς, η μέση τιμή των σηματοθορυβικών λόγων των ζεύξεων μπορεί είτε να αυξηθεί, είτε να μειωθεί.

- $u_j^{(B)}, j = i$ . Από την σχέση (6.7) ισχύει ότι  $u_i^{(B)}(p') > u_i^{(B)}(p) \Rightarrow \Delta u_i > 0$ .

Συνεπώς, δεν είναι βέβαιο ότι η ποσότητα  $f(p') - f(p)$  θα είναι θετική. Άρα η συνάρτηση  $f(p)$  δεν είναι συνάρτηση δυναμικού.

Στο σημείο αυτό πρέπει να αναφερθούμε στο πλήθος των προσαρμογών που απαιτούνται ώστε να οδηγηθεί το σύστημα σε ισορροπία Nash. Ας υποθέσουμε ότι έχουμε μία Round-Robin διαδικασία λήψης αποφάσεων (Ενότητα 6.2.2.4),  $L$  στάθμες ισχύος εκπομπής και  $N$  κόμβους. Τότε στη χειρότερη περίπτωση, η ισορροπία του Nash μπορεί να είναι εκείνο το διάνυσμα ισχύων εκπομπής στο οποίο όλοι οι κόμβοι εκπέμπουν με τη μικρότερη δυνατή στάθμη ισχύος. Αν κάθε κόμβος ξεκινήσει με τη μέγιστη στάθμη τότε απαιτούνται  $L - 1$  προσαρμογές. Άρα, αφού το δίκτυο έχει  $N$  κόμβους, συνολικά απαιτούνται το πολύ  $N(L - 1)$  προσαρμογές. Παρατηρούμε λοιπόν ότι η χρονική πολυπλοκότητα του αλγόριθμου είναι  $O(N \cdot L)$ . Στην πράξη βέβαια, δεν είναι δυνατόν σε ένα Ad Hoc δίκτυο να έχουμε μία Round-Robin διαδικασία λήψης αποφάσεων και συνήθως υποθέτουμε τυχαία διαδικασία λήψης αποφάσεων. Στην περίπτωση αυτή, η *minimax* τιμή των προσαρμογών που απαιτούνται είναι οι  $N(L - 1)$  προσαρμογές που υπολογίστηκαν προηγουμένως.

## 6.4 Δικαιοσύνη στο PTC παιχνίδι

Στην ενότητα αυτή θα αναφερθούμε στην έννοια της Pareto βελτιστότητας (Pareto Optimality) στο PTC παιχνίδι που έχει παρουσιαστεί μέχρι τώρα. Είναι φανερό ότι, ενώ έχει αποδειχτεί για τα Παιχνίδια Δυναμικού ότι έχουν σημεία ισορροπίας Nash, δεν έχει γίνει καθόλου αναφορά στην αποδοτικότητα τους όσον αφορά στην Pareto Βελτιστότητα.

Ο λόγος που έχει γίνει αυτό είναι ότι στο PTC παιχνίδι δεν μπορούμε να οδηγηθούμε σε κάποιο αναλυτικό συμπέρασμα σχετικό με την Pareto βελτιστότητα. Ειδικότερα, το παιχνίδι PTC έχει περισσότερα του ενός σημεία ισορροπίας Nash. Σε ποιο από αυτά θα καταλήξει το παιχνίδι εξαρτάται από τις αρχικές συνθήκες (θεωρείται ότι οι κόμβοι πάντα ξεκινούν με μέγιστη ισχύ εκπομπής) και από την διάταξη των προσαρμογών. Όπως γνωρίζουμε, στο PTC οι κόμβοι αποφασίζουν κατά τυχαίο τρόπο τη στιγμή προσαρμογής τους (για παράδειγμα, μέσω ενός τυχαίου πειράματος Bernoulli) και συνεπώς, η διάταξη που μπορεί να ακολουθήσουν δεν γνωρίζουμε αν είναι η καλύτερη δυνατή.

Στη συνέχεια, όπως θα δούμε και στο τέταρτο σενάριο προσομοίωσης στην Ενότητα 6.6.4, το παιχνίδι PTC μπορεί να καταλήξει σε ένα σημείο ισορροπίας Nash στο οποίο δεν υπάρχει δίκαιος διαμοιρασμός των πόρων του συστήματος. Ο όρος πόρος χρησιμοποιείται καταχρηστικά προκειμένου να αναφερθούμε στην ισχύ εκπομπής. Συγκεκριμένα, ενώ οι κόμβοι ξεκινούν με ίδια ισχύ εκπομπής, στο τέλος της εκτέλεσης του αλγόριθμου είναι επιθυμητό οι κόμβοι να έχουν μειώσει κατά το ίδιο ποσοστό την ισχύ τους, ώστε να μην ευνοείται κάποιος περισσότερο από κάποιον άλλον.

Επίσης, ενώ μέχρι τώρα έχουμε ασχοληθεί με την αύξηση συνολικών κριτηρίων, (κριτήρια που αφορούν το αυτοργανούμενο δίκτυο ως μία οντότητα), στην πράξη οι κόμβοι εκτελούν έναν αλγόριθμο με στόχο το δικό τους όφελος. Κάτι τέτοιο όμως δεν είναι διασφαλισμένο

στον PTC αλγόριθμο. Πράγματι, η αύξηση της μέσης ποιότητας των ζεύξεων δεν συνεπάγεται την ίδια αύξηση στη μέση τιμή των ζεύξεων που έχουν οι κόμβοι ξεχωριστά. Μάλιστα, είναι πιθανόν, κάποιοι κόμβοι στο τέλος του αλγόριθμου να έχουν χαμηλότερη ποιότητα ζεύξεων από εκείνη με την οποία ξεκίνησαν.

Βέβαια, στο σημείο αυτό πρέπει να σημειωθεί ότι, εξαιτίας της φύσης του αυτοργανούμενου δικτύου, είναι δύσκολο να πετύχει κανείς την επιθυμητή δικαιοσύνη. Για παράδειγμα, ένας κόμβος που βρίσκεται από την αρχή τοποθετημένος πιο μακριά από το υπόλοιπο δίκτυο είναι καταδικασμένος, ανεξαρτήτως αλγόριθμου Ελέγχου Τοπολογίας, να μην μπορεί να μειώσει όσο οι υπόλοιποι κόμβοι την ισχύ του.

## 6.5 Pricing στο PTC παιχνίδι

Η τεχνική του Pricing είναι μία τεχνική που συνήθως χρησιμοποιείται για την Pareto βελτίωση της ισορροπίας Nash σε ένα παιχνίδι. Στο δικό μας αλγόριθμο, ενώ δεν παρατηρήθηκε σημαντική βελτίωση στο συγκεκριμένο ζήτημα με τη χρήση του Pricing, η τεχνική αυτή μπορεί να χρησιμοποιηθεί ως ένας απλός τρόπος σύνδεσης των συναρτήσεων χρησιμοποίησης  $u_i^{(A)}$ ,  $u_i^{(B)}$  με την  $u_i^{(P)}$  ώστε να επηρεάσουμε τον συμβιβασμό (trade-off) μεταξύ της μείωσης της συνολικής ισχύος εκπομπής και της αύξησης της ποιότητας των ζεύξεων.

Σύμφωνα με την τεχνική του Pricing, οι νέες συναρτήσεις χρησιμοποίησης είναι οι παρακάτω:  $u_i^{(A)'}(p) = u_i^{(A)}(p) - a_i \cdot p_i$  και  $u_i^{(B)'}(p) = u_i^{(B)}(p) - a_i \cdot p_i$ . Οι συντελεστές  $a_i$  πρέπει να καθοριστούν πριν την έναρξη του παιχνιδιού και μπορεί να είναι ποσότητες οι οποίες εξαρτώνται από τον εκάστοτε κόμβο. Είναι εύκολο κανείς να αποδείξει ότι χρησιμοποιώντας τις νέες συναρτήσεις χρησιμοποίησης δεν αλλάζει τίποτα σχετικά με την ύπαρξη σημείων ισορροπίας κατά Nash στο PTC παιχνίδι.

Στο δεύτερο μέρος του τρίτου σεναρίου προσομοίωσης (Ενότητα 6.6.3.2) εκτιμούνται οι τιμές των παραμέτρων  $a_i$  υποθέτοντας ότι όλοι οι κόμβοι χρησιμοποιούν την ίδια προκαθορισμένη τιμή. Βέβαια, μπορεί κανείς να σκεφτεί τεχνικές ώστε οι τιμές αυτές να μεταβάλλονται με σκοπό να βελτιώνεται ακόμα περισσότερο η δικαιοσύνη του PTC παιχνιδιού καθώς και η προσαρμοστικότητα του αλγόριθμου. Κάτι τέτοιο δεν έγινε στα πλαίσια αυτής της διπλωματικής εργασίας και αφήνεται για μελλοντική προέκταση.

## 6.6 Προσομοιώσεις - Αποτελέσματα

Στην παράγραφο αυτή θα παρουσιάσουμε ορισμένα σενάρια προσομοίωσης του PTC παιχνιδιού που προτάθηκε και αναλύθηκε προηγουμένως. Όλα τα σενάρια προσομοίωσης υποθέτουν  $N$  κόμβους σε ένα επίπεδο οι οποίοι εκτελούν τον παραπάνω αλγόριθμο. Αρχικά όλοι οι κόμβοι εκπέμπουν με μέγιστη ισχύ και στη συνέχεια, αρχίζουν με τυχαίο τρόπο να προσαρμόζουν τις ισχύες εκπομπής τους. Σε κάθε ένα σενάριο ξεχωριστά παρουσιάζονται οι τιμές των βασικών παραμέτρων καθώς και ο στόχος εκτέλεσης του αντίστοιχου σεναρίου.

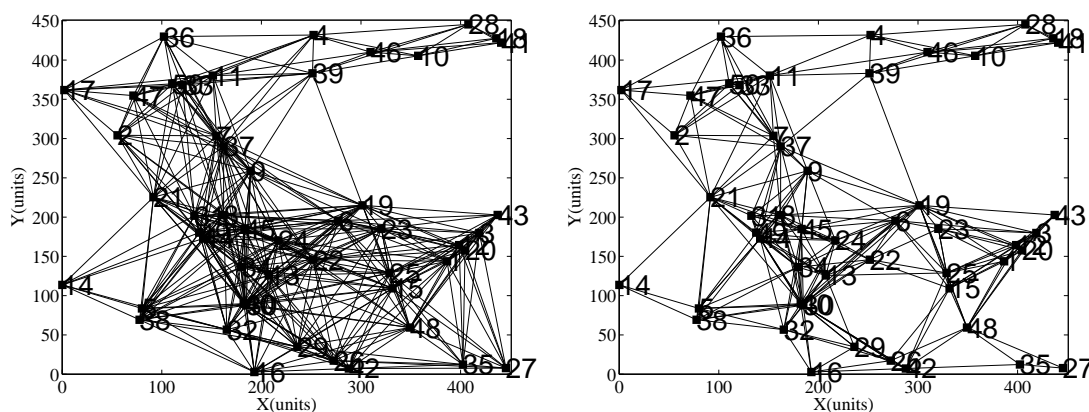
Στις προσομοιώσεις που ακολουθούν θα χρησιμοποιηθούν οι παρακάτω ποσότητες για την αξιολόγηση της αποδοτικότητας των προτεινόμενων μηχανισμών.

Πίνακας 6.3: Ορισμός μετρικών αξιολόγησης επίδοσης του αλγόριθμου PTC.

Όνομασία	Σχέση Ορισμού	Ερμηνεία
Welfare A	$\sum_{i=1}^{i=N} (u_i^{(A)}(p))$	Το άθροισμα των συναρτήσεων χρησιμοποίησης $u^{(A)}$ .
Welfare B	$\sum_{i=1}^{i=N} (u_i^{(B)}(p))$	Το άθροισμα των συναρτήσεων χρησιμοποίησης $u^{(B)}$ .
Welfare SINR	$\sum_{i=1}^{i=N} (\sum_{j \in N_i} (Sig(SINR_{i,j})))$	Το άθροισμα των σηματοθορυβικών λόγων των ζεύξεων των κόμβων.
Welfare Average SINR	$\sum_{i=1}^{i=N} (\frac{1}{N_i} \sum_{j \in N_i} (Sig(SINR_{i,j})))$	Το άθροισμα των μέσων τιμών των σηματοθορυβικών λόγων των ζεύξεων των κόμβων.
Welfare Power	$\sum_{i=1}^{i=N} (\frac{p_i}{p_{max}})$	Το κανονικοποιημένο άθροισμα των ισχύων εκπομπής.

### 6.6.1 Πρώτο Σενάριο Προσομοίωσης

Στο αρχικό σενάριο προσομοίωσης εκτελείται ο PTC αλγόριθμος σε μία απλή περίπτωση ώστε να φανεί στην πράξη η εγκυρότητα των βασικότερων θεωρημάτων που αποδείχτηκαν προηγουμένως. Συγκεκριμένα, χρησιμοποιούνται οι παραμέτροι του σεναρίου προσομοίωσης που φαίνονται στο Πίνακα 6.3.



(α') Τιμή της Welfare A στη διάρκεια του παιχνιδιού. (β') Γραφική παράσταση της συνάρτησης Welfare B.

Σχήμα 6.5: Γραφικές Παραστάσεις αποτελεσμάτων πρώτου σεναρίου.

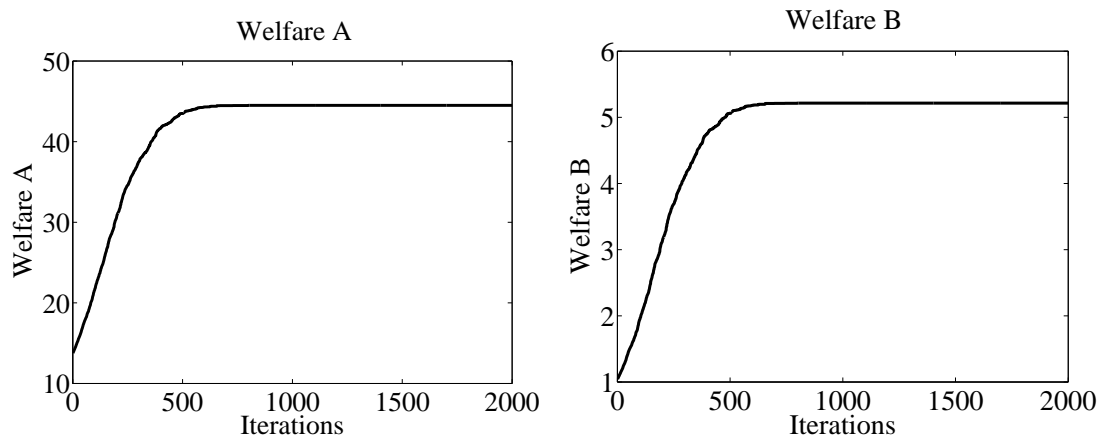
Στο Σχήμα 6.5 παρουσιάζονται οι γράφοι επικοινωνίας ενός Ad Hoc δικτύου πριν και μετά την εφαρμογή του PTC αλγόριθμου. Είναι φανερή η σημαντική αραίωση του γράφου. Έπειτα, τα γραφικά αποτελέσματα των μετρικών επίδοσης της προσομοίωσης παρουσιάζονται συνολικά στα Σχήματα 6.6, 6.7 για  $L = 5$  και  $L = 20$  αντίστοιχα. Μπορούμε να οδηγηθούμε

Πίνακας 6.4: Τιμές βασικών παραμέτρων πρώτου σεναρίου προσομοίωσης.

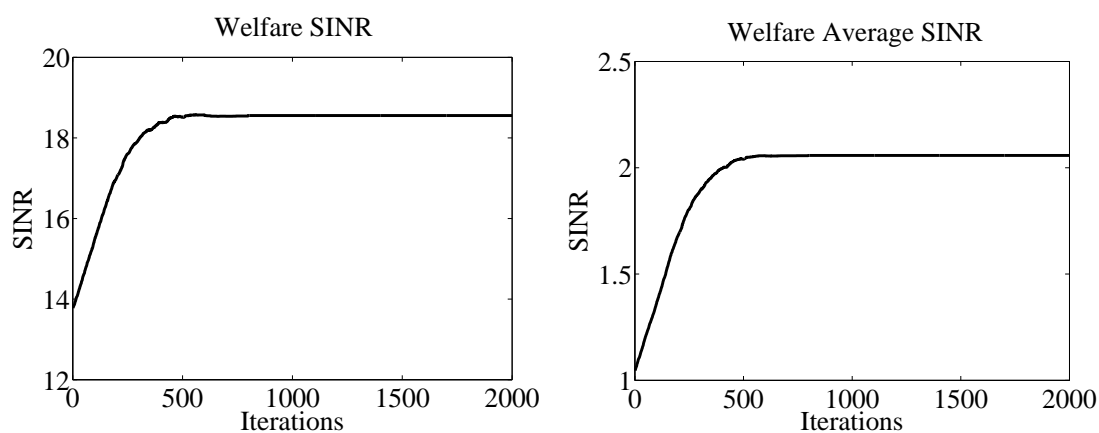
Παράμετρος	Τιμή	Ερμηνεία
$N$	50	Πλήθος κόμβων-παικτών.
$\beta$	8	Η παράμετρος $\beta$ της σιγμοειδής συνάρτησης του αλγόριθμου.
$\alpha$	1	Η παράμετρος $\alpha$ της σιγμοειδής συνάρτησης του αλγόριθμου.
$P_{Noise}$	$5 * 10^{-16}W$	Η στάθμη ισχύος του λευκού θορύβου.
$P_{min}$	$10^{-3}W$	Η ελάχιστη στάθμη ισχύος εκπομπής.
$P_{max}$	$0.3W$	Η μέγιστη στάθμη ισχύος εκπομπής.
$u_j$	(A)	Οι κόμβοι χρησιμοποιούν την πρώτη συνάρτηση χρησιμοποίησης (σχέση (6.2) )
$R_X^{min}$	$10^{-9.5}$	Το κατώφλι ελάχιστης ισχύος.
$K$	3	Οι κόμβοι γνωρίζουν τους γείτονες τους σε μέγιστη απόσταση ίση με $K$ .
$L$	5, 20	Το πλήθος των διαφορετικών στάθμεων ισχύος. Δοκιμάζουμε μία μικρή ( $L = 5$ ) και μία μεγάλη τιμή ( $L = 20$ ).
$a$	4	Συντελεστής Εξασθένισης του απλού εκθετικού μοντέλου απωλειών διάδοσης.

στις παρακάτω παρατηρήσεις:

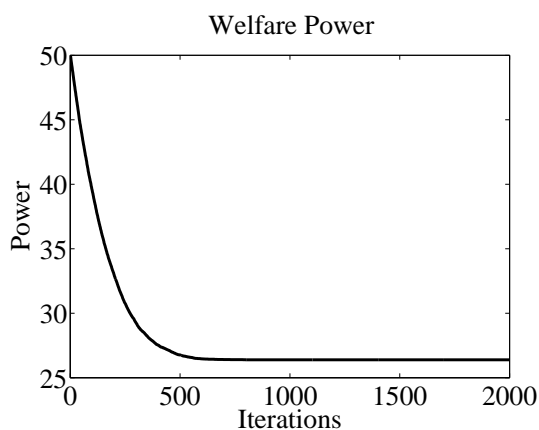
- Από όλες τις γραφικές παραστάσεις είναι φανερό ότι το παιχνίδι καταλήγει σε ισορροπία Nash και στις δύο περιπτώσεις ( $L = 5$  και  $L = 20$ ).
- Στα Σχήματα 6.6(α'), 6.7(α') παρατηρείται ότι η WelfareA συνάρτηση συνεχώς αυξάνεται, όπως αναμενόταν, αφού αποτελεί συνάρτηση δυναμικού του PTC παιχνιδιού.
- Στα Σχήματα 6.6(ε'), 6.7(ε') φαίνεται ότι πράγματι η Welfare Power συνάρτηση συνεχώς μειώνεται μιας και είναι συνάρτηση δυναμικού.
- Στα Σχήματα 6.6(β'), 6.7(β') παρατηρείται ότι, παρά το γεγονός ότι η Welfare B δεν είναι μαθηματικά αποδεδειγμένα μία συνάρτηση δυναμικού, στην πραγματικότητα αυξάνεται τις περισσότερες φορές μεταξύ δύο προσαρμογών.
- Όμοια με την προηγούμενη παρατήρηση, οι γραφικές παραστάσεις των Σχημάτων 6.6(γ'), 6.6(δ'), 6.7(γ'), 6.7(δ') δείχνουν ξεκάθαρα ότι οι συναρτήσεις Welfare SINR και Welfare Average SINR αυξάνονται στις περισσότερες περιπτώσεις προσαρμογών. Συνεπώς, παρά το γεγονός ότι δεν είναι αποδεδειγμένη η μονοτονικότητα αυτών των συναρτήσεων, στην πράξη η ποιότητα των ζεύξεων αυξάνεται μέσω αυτού του παιχνιδιού.
- Από τη σύγκριση των αντίστοιχων γραφικών παραστάσεων μεταξύ των Σχημάτων 6.6 και 6.7 παρατηρείται ότι το πλήθος των στάθμεων ισχύος είναι μία παράμετρος που



(α) Τιμή της Welfare A στη διάρκεια του παιχνιδιού. (β) Γραφική παράσταση της συνάρτησης Welfare B.



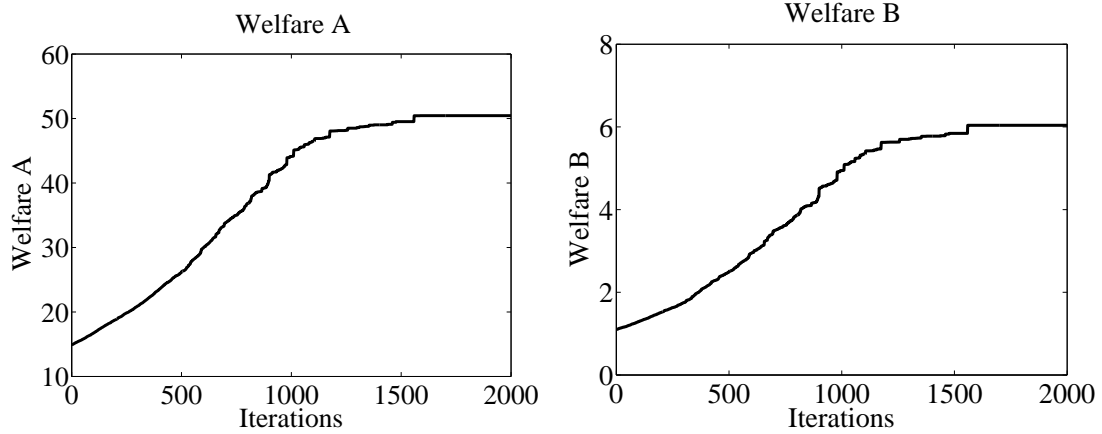
(γ) Γραφική παράσταση της συνάρτησης Welfare (δ) Γραφική παράσταση της συνάρτησης Welfare Average SINR.



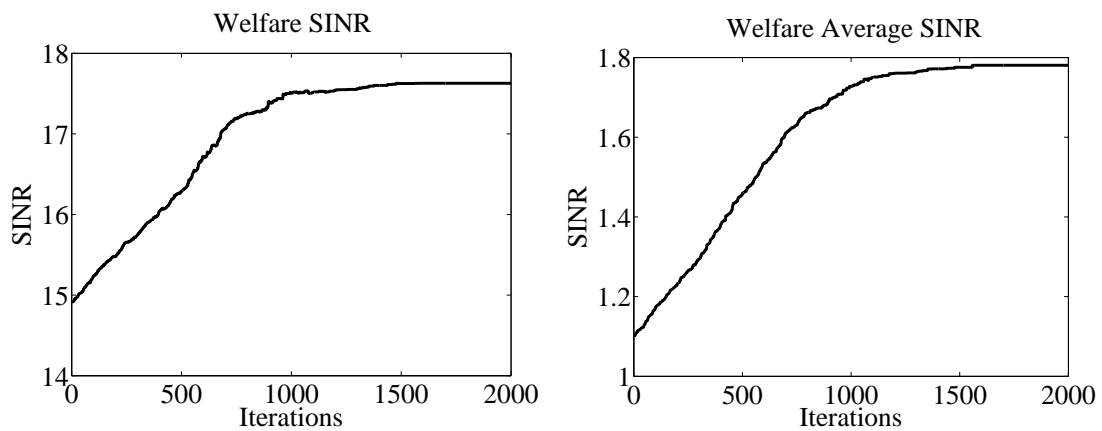
(ε) Γραφική παράσταση της συνάρτησης Welfare Power.

**Σχήμα 6.6:** Γραφικές Παραστάσεις αποτελεσμάτων πρώτου σεναρίου ( $L = 5$ ).

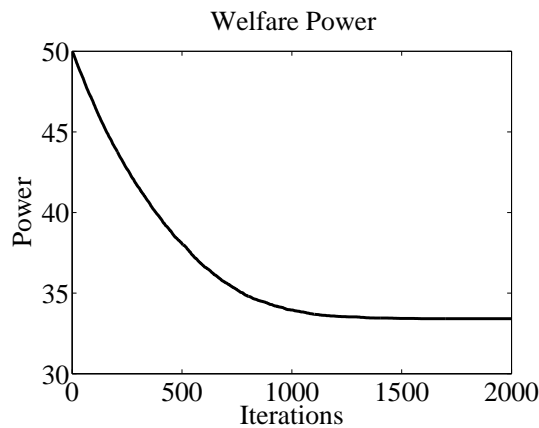
καθορίζει σημαντικά τόσο την ταχύτητα σύγκλισης όσο και την αποδοτικότητα του αλγόριθμου. Αναλυτικότερα, υπάρχει ένα ξεκάθαρος συμβιβασμός (trade-off) μεταξύ



(α) Τιμή της Welfare A στη διάρκεια του παιχνιδιού. (β') Γραφική παράσταση της συνάρτησης Welfare B.



(γ') Γραφική παράσταση της συνάρτησης Welfare (δ') Γραφική παράσταση της συνάρτησης Welfare Average SINR.



(ε') Γραφική παράσταση της συνάρτησης Welfare Power.

**Σχήμα 6.7:** Γραφικές Παραστάσεις αποτελεσμάτων πρώτου σεναρίου ( $L = 20$ ).

της ταχύτητας της σύγκλισης και της αποδοτικότητας του αλγόριθμου. Πολλές στάθμες ισχύος σημαίνει από τη μία, αργή σύγκλιση του αλγόριθμου (αφού οι κόμβοι ακολουθούν

μία πολιτική καλύτερης απόκρισης) και από την άλλη, περισσότερες επιλογές ισχύος, και άρα μία ισορροπία Nash στην οποία οι κόμβοι έχουν επιλέξει πιο αποδοτικές τελικές ισχύες εκπομπής.

- Τέλος, από τις γραφικές παραστάσεις των Σχημάτων 6.6(γ'), 6.7(γ') παρατηρείται η πρακτική επαλήθευση του Θεωρήματος 6.8 και της εξίσωσης (6.10) αφού για  $L = 5$  η συνάρτηση Welfare SINR παρουσιάζει μεγαλύτερες αρνητικές διακυμάνσεις από ότι για  $L = 20$ .

### 6.6.2 Δεύτερο Σενάριο Προσομοίωσης

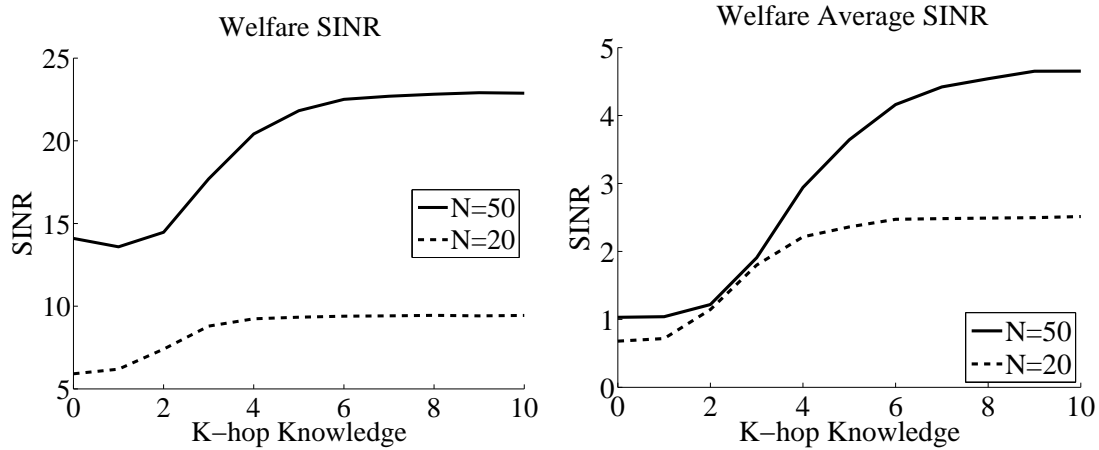
Στο δεύτερο σενάριο προσομοίωσης αναδεικνύεται η εξάρτηση των μετρικών επίδοσης (Πίνακας 6.3), από την τοπική γνώση που έχουν οι κόμβοι. Υπενθυμίζεται η υπόθεση ότι οι κόμβοι γνωρίζουν τους γείτονές τους σε απόσταση  $K$  αλμάτων. Προφανώς όσο πιο μεγάλο είναι το  $K$ , τόσο πιο πολύ γνώση έχουν οι κόμβοι για την τοπολογία του Ad Hoc δικτύου και τόσο πιο δύσκολη και πολύπλοκη γίνεται η απόκτηση αυτής της γνώσης (*message complexity*).

Για το σενάριο αυτό γίνεται η υπόθεση ότι το Ad Hoc δίκτυο έχει  $N = 20$  και  $N = 50$  κόμβους σε ένα επίπεδο. Οι βασικές παράμετροι προσομοίωσης είναι ίδιες με προηγουμένως, με τη διαφορά ότι εκτελείται ο αλγόριθμος για τιμές τις μεταβλητής  $K$  στο διάστημα  $[1 - 10]$ . Για κάθε μία εκτέλεση παρουσιάζεται μόνο η τελική τιμή των ποσοτήτων επίδοσης (τιμή της ισορροπίας Nash). Για λόγους στατιστικής ομαλότητας, κάθε περίπτωση με διαφορετική τιμή της παραμέτρου  $K$  εκτελείται 100 φορές.

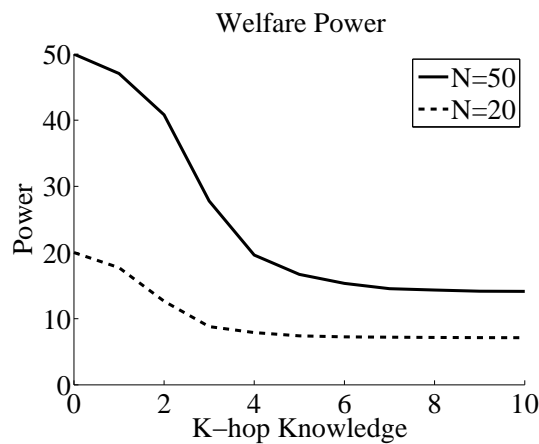
Τα αποτελέσματα αυτού του σεναρίου δίνονται στο Σχήμα 6.8 για  $N = 20$  και  $N = 50$  κόμβους. Στα σχήματα αυτά απεικονίζονται η τελική τιμή των τριών ποσοτήτων επίδοσης (Welfare Power, Welfare SINR, Welfare Average SINR) σε συνάρτηση με το  $K$ . Το  $K = 0$  αντιστοιχεί στην περίπτωση μηδενικής γνώσης δικτύου, που σημαίνει ότι οι κόμβοι δεν μειώνουν καθόλου την ισχύ τους. Με άλλα λόγια για  $K = 0$  οι τιμές των ποσοτήτων επίδοσης είναι οι τιμές του αρχικού δικτύου. Για  $K = 1$  κάθε κόμβος γνωρίζει μόνο τους άμεσους γείτονές του, κάτι που αντιστοιχεί στη μικρότερη δυνατή πληροφορία που μπορεί να διαθέτει ένας κόμβος. Στην περίπτωση αυτή, οι κόμβοι θα συνεχίσουν, μετά την εκτέλεση του αλγόριθμου να έχουν όσους γείτονες είχαν και στην αρχική τοπολογία. Για  $K = 10$  οι κόμβοι πρακτικά έχουν καθολική γνώση του δικτύου.

Καθώς το  $K$  μεγαλώνει οι κόμβοι γνωρίζουν όλο και πιο απομακρυσμένους γείτονες. Έτσι οι κόμβοι είναι σε θέση να μειώσουν ακόμα περισσότερο την ισχύ εκπομπής χωρίς να χάσουν τη συνδεσιμότητά τους από το δίκτυο. Για το λόγο αυτό, ο αλγόριθμος επιτυγχάνει καλύτερες τιμές στα μετρικά αξιολόγησης επίδοσης με την αύξηση του  $K$ . Όμως, από μία τιμή του  $K$  και μετά, παρατηρούμε ότι η επιπλέον αύξηση της γνώσης των κόμβων για το δίκτυο δεν επιφέρει σημαντικές αλλαγές στην αποδοτικότητα του αλγόριθμου, ενώ αντίθετα αυξάνει σημαντικά την πολυπλοκότητα μηνυμάτων που απαιτούνται από τον αλγόριθμο. Υπάρχει λοιπόν ένας συμβιβασμός ο οποίος πρέπει να ληφθεί σοβαρά υπόψιν. Μία υπερβολικά αυξημένη τιμή του  $K$  μπορεί να προκαλέσει στην πράξη μείωση της χωρητικότητας ή της ενεργειακής απόδοσης του δικτύου, εξαιτίας της επιπλέον πολυπλοκότητας μηνυμάτων που απαιτούνται για τη διασπορά





(α) Τιμή Ισορροπίας Nash της ποσότητας Welfare (β') Τιμή Ισορροπίας Nash της ποσότητας Welfare SINR καθώς το  $K$  αυξάνεται.



(γ') Τιμή Ισορροπίας Nash της ποσότητας Welfare SINR καθώς το  $K$  αυξάνεται.

**Σχήμα 6.8:** Τιμή Ισορροπίας Nash των ποσοτήτων επίδοσης καθώς η τοπική γνώση των κόμβων αυξάνεται για  $N = 20$  και  $N = 50$ .

της πληροφορίας μέσα στο δίκτυο.

Στον Πίνακα 6.5 έχουμε υπολογίσει τις ποσοστιαίες μεταβολές των τριών ποσοτήτων επίδοσης μεταξύ των τιμών  $K = 0$  και  $K = 3, 5$ . Παρατηρούμε ότι για  $K = 3$  υπάρχει σημαντική μεταβολή στις εν λόγω ποσότητες. Βέβαια, αξίζει να σημειωθεί ότι καθώς το  $K$  μεγαλώνει ακόμα περισσότερο, οι ποσότητες επίδοσης αποκτούν πολύ καλύτερες τιμές (Σχήμα 6.8). Αυτό οφείλεται στο γεγονός ότι οι κόμβοι γνωρίζουν μεγάλο μέρος του δικτύου με συνέπεια τη μεγάλη μείωση της ισχύος εκπομπής τους και την υπερβολική αραιώση του δικτύου. Η αραιώση αυτή του δικτύου βελτιώνει θεαματικά την ποιότητα των ζεύξεων. Στην πράξη όμως, όπως έχουμε ήδη αναφέρει και εξηγήσει σε προηγούμενο κεφάλαιο (Ενότητα 3.2.2.2), μία υπερβολική αραιώση του δικτύου από τη μία δεν θα επιφέρει την επιθυμητή αύξηση της χωρητικότητάς του, και από την άλλη, θα αυξήσει τις ενεργειακές ανάγκες εξαιτίας των πολλαπλών αλμάτων, αν ληφθούν υπόψη επιπλέον παράγοντες απώλειας ενέργειας.

**Πίνακας 6.5:** Ποσοστιαία μεταβολή ποσοτήτων Επίδοσης (%) για  $K = 3$  και  $K = 5$  σε σχέση με την περίπτωση  $K = 0$  (αρχικό δίκτυο).

Ποσότητα Επίδοσης	$K = 3$		$K = 5$	
Μέγεθος Δικτύου	$N = 20, N = 50$		$N = 20, N = 50$	
Welfare SINR	49	26	58	55
Welfare Average SINR	165	86	248	254
Welfare Power	-55	-44	-63	-66

### 6.6.3 Τρίτο Σενάριο Προσομοίωσης

#### 6.6.3.1 Πρώτο Μέρος

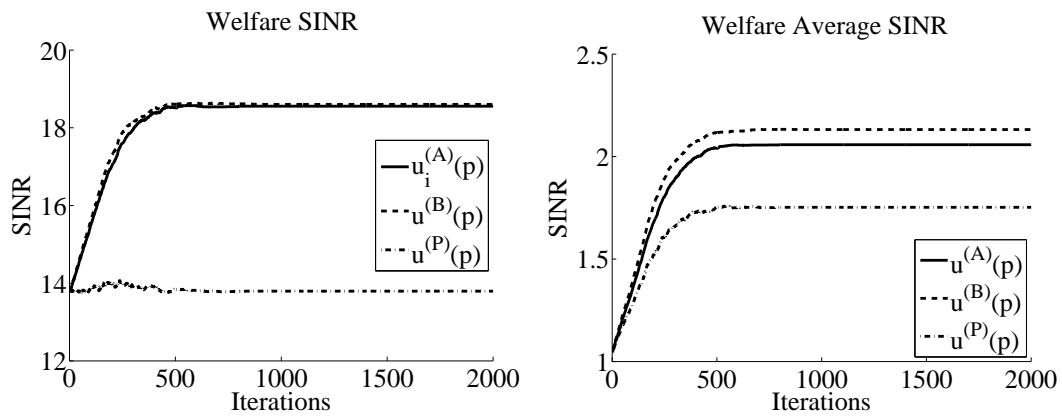
Στο τρίτο σενάριο προσομοίωσης συγκρίνουμε τις τιμές των ποσοτήτων επίδοσης του αλγόριθμου PTC όταν χρησιμοποιούμε τις συναρτήσεις χρησιμοποίησης ( $u_i^{(A)}$ ,  $u_i^{(B)}$ ,  $u_i^{(P)}$ ). Αναλυτικότερα, το σενάριο προσομοίωσης έχει τις ίδιες βασικές παραμέτρους με το πρώτο σενάριο προσομοίωσης, με τις εξής διαφοροποιήσεις:  $N = 50$ ,  $K = 3$  και  $L = 5$ . Εκτελούνται οι τρεις παραλλαγές του αλγόριθμου σε 100 ίδια σενάρια και με ίδια αρχικοποίηση στις συναρτήσεις παραγωγής τυχαίων αριθμών του προγράμματος, ώστε να έχουμε την άμεση σύγκρισή τους. Τα αποτελέσματα απεικονίζονται στο Σχήμα 6.9.

Ο λόγος που τα παραπάνω διαγράμματα συγκρίνουν μόνο τις τρεις από τις πέντε ποσότητες υπό αξιολόγηση είναι ότι οι ποσότητες Welfare A και Welfare B δεν απεικονίζουν άμεσα κάποιο πόρο του συστήματος, παρά μόνο την αύξηση των συναρτήσεων χρησιμοποίησης. Μπορούν να γίνουν οι ακόλουθες σημαντικές παρατηρήσεις:

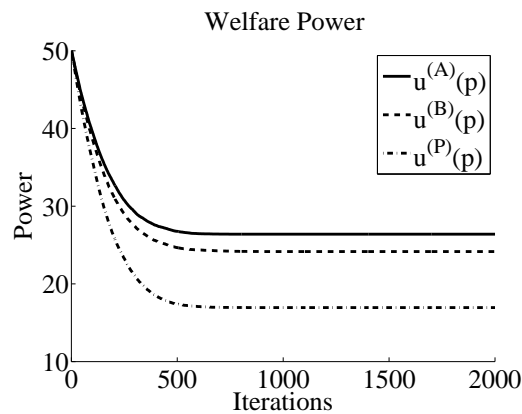
- Αρχικά, και οι τρεις διαφοροποιήσεις των παιχνιδιών μειώνουν τη συνολική ισχύ εκπομπής. Κάτι τέτοιο ήταν αναμενόμενο, αφού οι κόμβοι μετά από μία προσαρμογή θα έχουν την ίδια ή μικρότερη ισχύ εκπομπής με πριν.
- Η  $u_i^{(P)}$  “αδιαφορεί” άμεσα για την ποιότητα των ζεύξεων και βασίζεται στην ιδέα ότι η μείωση της συνολικής ισχύος εκπομπής πρόκειται να βελτιώσει όχι μόνο την ενεργειακή κατάσταση του δικτύου, αλλά και τη συνολική ποιότητα των ζεύξεων. Αναλυτικότερα, η προαναφερθείσα ιδέα αποτελεί τη βασική ιδέα πίσω από το κίνητρο έρευνας πάνω στον Έλεγχο Τοπολογίας όσον αφορά στην αύξηση της χωρητικότητας, όπως έχουμε εξηγήσει λεπτομερέστερα στην Ενότητα 3.2.3.

Στη συγκεκριμένη περίπτωση παρατηρείται ότι κάτι τέτοιο δεν φαίνεται να είναι τόσο εμφανές. Στο Σχήμα 6.10(α') η χρησιμοποίηση της  $u_i^{(P)}$  ως συνάρτηση χρησιμοποίησης δεν αύξησε καθόλου την ποσότητα Welfare SINR, ενώ στο Σχήμα 6.10(β') φαίνεται ότι βελτίωσε σημαντικά λιγότερο σε σύγκριση με τις άλλες δύο συναρτήσεις χρησιμοποίησης την ποσότητα Welfare Average SINR.

- Μέσω της σύγκρισης των αποτελεσμάτων για  $u_i^{(A)}$  και  $u_i^{(B)}$  συμπεραίνουμε ότι η χρήση



(α') Σύγκριση των τιμών της ποσότητας Welfare (β') Σύγκριση των τιμών της ποσότητας Welfare SINR για κάθε μία συνάρτηση χρησιμοποίησης στη Average SINR για κάθε μία συνάρτηση χρησιμοποίησης στη διάρκεια ενός παιχνιδιού PTC.



(γ') Σύγκριση των τιμών της ποσότητας Welfare Power για κάθε μία συνάρτηση χρησιμοποίησης στη διάρκεια ενός παιχνιδιού PTC.

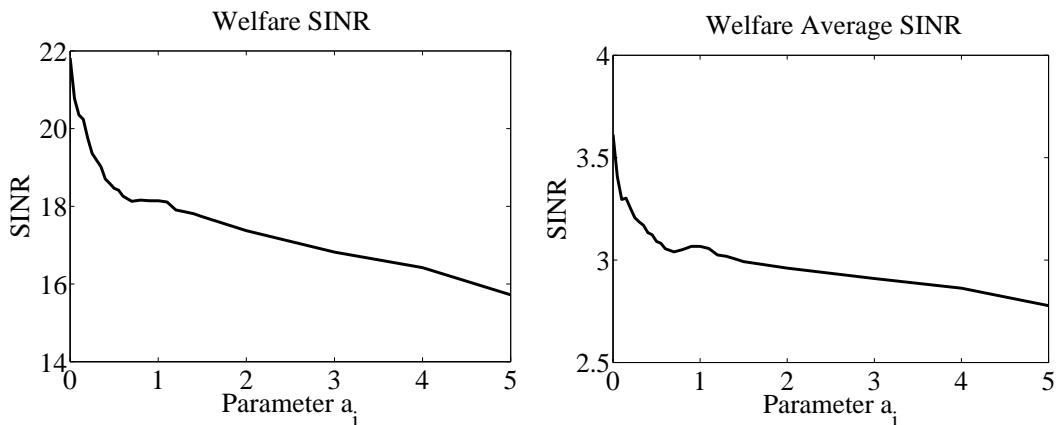
**Σχήμα 6.9:** Σύγκριση των συναρτήσεων χρησιμοποίησης σε ένα παιχνίδι PTC.

της  $u_i^{(P)}$  οδηγεί τόσο σε μικρότερη τιμή συνολικής εκπομπής ισχύος, αλλά και σε μεγαλύτερη τιμή της συνολικής και μέσης ποιότητας των ζεύξεων.

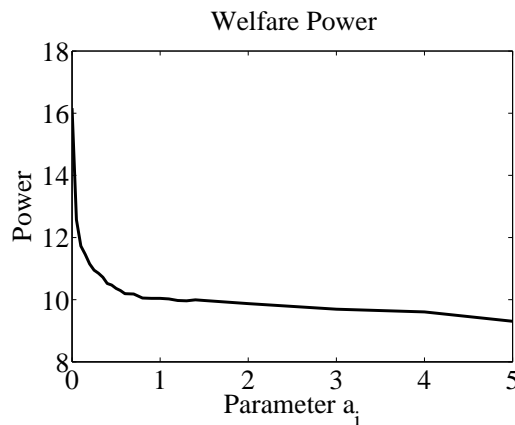
- Επίσης, όπως ήταν αναμενόμενο, η  $u_i^{(P)}$  μειώνει περισσότερο σε σύγκριση με τις  $u_i^{(A)}$  και  $u_i^{(B)}$  τη συνολική ισχύς εκπομπής καθώς αυτός είναι ο μόνος στόχος που έχει θέσει.
- Τέλος, αξίζει να σημειωθεί ότι από τη μορφή του αλγόριθμου επιτρέπεται οι κόμβοι να επιλέγουν τη συνάρτηση χρησιμοποίησης που θα τους επιφέρει περισσότερα κέρδη ανάλογα με την κατάσταση στην οποία βρίσκονται. Για παράδειγμα, μπορούν στην αρχή του παιχνιδιού να επιλέγουν τη συνάρτηση που προτιμούν, ανάλογα με το αν επιθυμούν όσο το δυνατόν καλύτερες ζεύξεις ή μικρότερη κατανάλωση ισχύος. Μάλιστα, η αλλαγή μεταξύ των συναρτήσεων χρησιμοποίησης μπορεί να γίνεται μία αυθαίρετη στιγμή από κάθε κόμβο χωρίς να χρειάζεται να ειδοποιήσει τους υπόλοιπους.

### 6.6.3.2 Δεύτερο Μέρος

Σε αυτό το σενάριο παρουσιάζονται αποτελέσματα που αφορούν στη χρήση της τεχνικής του Pricing για τη σύνδεση των τριών συναρτήσεων χρησιμοποίησης που έχουν προταθεί στον PTC αλγόριθμο. Συγκεκριμένα, όπως παρατηρήθηκε στην προηγούμενη ενότητα, η συνάρτηση χρησιμοποίησης  $u_i^{(P)}$  οδηγεί σε μεγάλη μείωση της συνολικής ισχύος εκπομπής, ενώ αντίθετα η συνάρτηση  $u_i^{(B)}$  μειώνει την ισχύ εκπομπής, αυξάνοντας παράλληλα την ποιότητα των ζεύξεων. Με τη χρήση της τεχνικής του Pricing, που πρακτικά σχετίζεται άμεσα με την πρόσθεση των δύο παραπάνω συναρτήσεων χρησιμοποίησης ( $u_i^{(B)'}(p) = u_i^{(B)}(p) - a_i \cdot p_i$ ), μπορούμε μέσω της ρύθμισης των συντελεστών  $a_i$  να πετύχουμε την συμπεριφορά που θέλουμε.



(α') Τελική τιμή της ποσότητας Welfare Power ανά συντελεστή  $a_i$ . (β') Τελική τιμή της ποσότητας Welfare SINR ανά συντελεστή  $a_i$ .



(γ') Τελική τιμή της ποσότητας Welfare Average SINR ανά συντελεστή  $a_i$ .

**Σχήμα 6.10:** Αποτελέσματα σύνδεσης των  $u_i^{(B)}$ ,  $u_i^{(P)}$  συναρτήσεων χρησιμοποίησης.

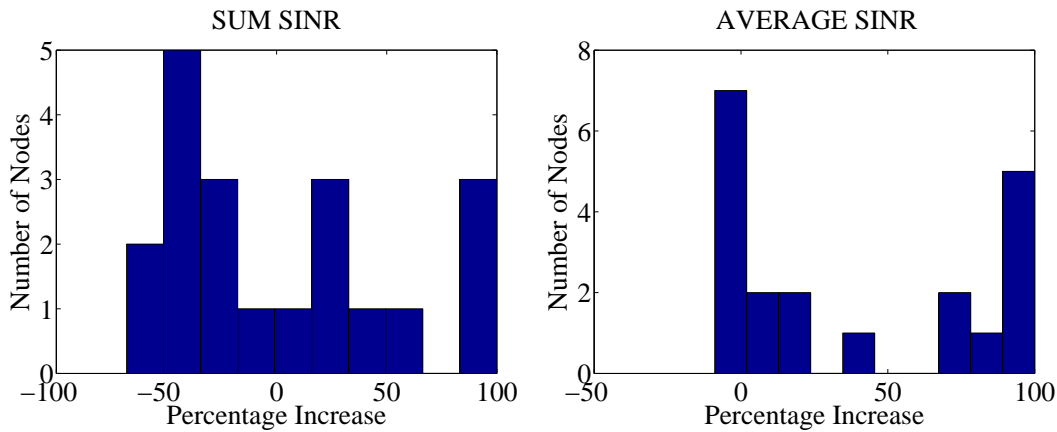
Χρησιμοποιώντας τις ίδιες βασικές παραμέτρους με το πρώτο σενάριο προσομοίωσης και για  $N = 20$  στο Σχήμα 6.10 παρουσιάζεται η τελική τιμή των τριών ποσοτήτων επίδοσης (τιμή ισορροπίας Nash) σε σχέση με τους συντελεστές  $a_i$ . Παρατηρείται ότι με την αύξηση των συντελεστών  $a_i$ , η τελική τιμή της συνολικής ισχύος εκπομπής μειώνεται, γεγονός που

αναμενόταν, αφού οι κόμβοι δίνουν μεγαλύτερη σημασία στην προσπάθεια μείωσης της ισχύος τους, ενώ παράλληλα δεν ενδιαφέρονται τόσο για την ποιότητα των ζεύξεων. Προφανώς για  $a_i$  πολύ μεγάλο, οι κόμβοι θα προσπαθούν μονάχα να μειώσουν την ισχύ εκπομπής τους.

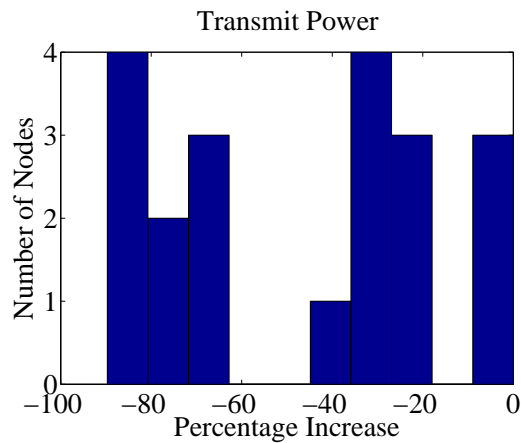
#### 6.6.4 Τέταρτο Σενάριο Προσομοίωσης

Στο τέταρτο σενάριο προσομοίωσης παρουσιάζονται αποτελέσματα στα οποία φαίνεται ότι οι επιμέρους παίχτες ενός *PTC* παιχνιδιού μειώνουν κατά διαφορετικά ποσοστά την ισχύ εκπομπής τους και αυξάνουν ανισομερώς την ποιότητα των ζεύξεων. Αναλυτικότερα, χρησιμοποιώντας τις ίδιες βασικές παραμέτρους με τα προηγούμενα σενάρια και για  $N = 20$  κόμβους υπολογίζουμε τα ποσοστά αλλαγής της ισχύος εκπομπής και της ποιότητας των ζεύξεων για κάθε κόμβο ξεχωριστά. Στα ιστογράμματα που φαίνονται στο Σχήμα 6.11 οι κόμβοι που είχαν αύξηση περισσότερο από 100% παρουσιάζονται όλοι μαζί. Αξίζει να σημειωθεί ότι τα αποτελέσματα που παρουσιάζονται είναι για κόμβους τοποθετημένους σε μία συγκεκριμένη (τυχαία) θέση. Ο αλγόριθμος εκτελείται  $T = 100$  φορές για κάθε μία παράμετρο  $a_i$ . Παρατηρούνται τα εξής:

- Υπάρχουν κόμβοι που μειώνουν την ισχύ εκπομπής κατά 80% και άλλοι που δεν την αλλάζουν μετά το τέλος του αλγόριθμου.
- Όσον αφορά στο ιστόγραμμα του Σχήματος 6.11(α') παρατηρείται ότι υπάρχουν πολλοί κόμβοι που στην ισορροπία έχουν μικρότερο άθροισμα σηματοθορυβικών λόγων παρά στην αρχή. Δηλαδή, ενώ το δίκτυο συνολικά αυξάνει την ποσότητα Welfare SINR, στην πράξη υπάρχουν κόμβοι που αδικήθηκαν έντονα σε σχέση με άλλους.
- Έντονες αδικίες, αλλά σίγουρα μικρότερης κλίμακας, παρατηρούνται και στο ιστόγραμμα του Σχήματος 6.11(β').



(α') Ποσοστό βελτίωσης της ποιότητας των ζεύξεων (β') Ποσοστό βελτίωσης της ποιότητας των ζεύξεων (άθροισμα σηματοθορυβικών λόγων των ζεύξεων) (μέση τιμή σηματοθορυβικών λόγων των ζεύξεων) ανά κόμβο.



(γ') Ποσοστό βελτίωσης της ισχύος εκπομπής ανά κόμβο.

**Σχήμα 6.11:** Αποτελέσματα τέταρτου σεναρίου προσομοίωσης. Οι κόμβοι μειώνουν την ισχύ τους και αυξάνουν την ποιότητα των ζεύξεών τους αντισομερώς.

## Κεφάλαιο 7

# Έργο σε Εξέλιξη - Συμπεράσματα - Μελλοντικές Προεκτάσεις

Στο τελευταίο κεφάλαιο της παρούσας εργασίας, στην Ενότητα 7.1 περιγράφεται ενδεικτικά η τρέχουσα εργασία και στην Ενότητα 7.2 παρουσιάζονται συγκεντρωτικά τα βασικά συμπεράσματα όλης της διπλωματικής εργασίας. Τέλος, στην Ενότητα 7.3 παρουσιάζονται ορισμένες μελλοντικές ερευνητικές προεκτάσεις.

### 7.1 Τρέχουσα Εργασία - Cognitive PTC Approach

#### 7.1.1 Γνωστικά Ασύρματα Δίκτυα

- Cognitive Radios

Το έργο σε εξέλιξη είναι η προσπάθεια εφαρμογής των ιδεών του κεφαλαίου 6 μέσα στο πλαίσιο των γνωστικών δικτύων (Cognitive Radios). Τα τελευταία έχουν οριστεί από τον Haykin στη δημοσίευση [15] ως εξής:

**Ορισμός 7.24.** Το Γνωστικό Δίκτυο (*Cognitive Radio*) είναι ένα έξυπνο ασύρματο σύστημα επικοινωνιών που έχει γνώση για το περιβάλλον του (δηλαδή για τον εξωτερικό κόσμο) και χρησιμοποιεί τη μέθοδο “κατανοώ-οικοδομώντας” (*understanding-by-building*) για να μάθει από το περιβάλλον και να προσαρμόσει την εσωτερική του κατάσταση στις στατιστικές μεταβολές των εισερχόμενων RF ερεθισμάτων, κάνοντας αντίστοιχες αλλαγές σε συγκεκριμένες λειτουργικές παραμέτρους (για παράδειγμα, στην ισχύ μετάδοσης, τη συχνότητα των φερόντων σημάτων και την τεχνική διαμόρφωσης) σε πραγματικό χρόνο και έχοντας δύο κύριους στόχους:

- Αξιοπίστη επικοινωνία όταν και όποτε χρειαστεί.
- Αποτελεσματικότερη χρησιμοποίηση του φάσματος ραδιοσυχνοτήτων.

Σύμφωνα με τον παραπάνω γενικό ορισμό ένα Γνωστικό Δίκτυο δεν έχει ως μόνο στόχο τη δυναμική επιλογή συχνότητας, όπως συχνά, και για λόγους απλότητας, θεωρείται στη βιβλιογραφία. Ένα Γνωστικό Δίκτυο προσπαθεί με διάφορους τρόπους να κατανοήσει το

περιβάλλον του και να προσαρμοστεί με τον πιο αποδοτικό τρόπο. Οι πιο σημαντικοί μηχανισμοί προσαρμογής είναι οι εξής:

- Δυναμική Επιλογή Συχνότητας.
- Έλεγχος Μεταδιδόμενης Ισχύος.
- Προσαρμοστική Διαμόρφωση.
- Γνώση Τοποθεσίας.

### 7.1.2 Μαθηματικό Μοντέλο του CPTC

Υπενθυμίζεται ότι ο *PTC* αλγόριθμος υποθέτει ότι οι κόμβοι διαθέτουν την ικανότητα εκτίμησης της ποιότητας των ζεύξεων και της προσαρμογής της ισχύος εκπομπής. Συνεπώς, η απαιτούμενη διεύρυνση του *PTC* αλγόριθμου ώστε να μπορεί να χρησιμοποιηθεί στο πλαίσιο των γνωστικών δικτύων είναι η ενσωμάτωση της δυναμικής επιλογής συχνότητας.

Ειδικότερα, μπορεί να προστεθεί στο χώρο ενεργειών του *PTC* παιχνιδιού ένας διακριτός χώρος συχνοτήτων εκπομπής  $F = \{f_1, f_2, \dots, f_M\}$ , με  $M$  το πλήθος των διαφορετικών συχνοτήτων λειτουργίας. Ο χώρος των συχνοτήτων απαιτείται εξ' ορισμού να είναι διακριτός, σε αντίθεση με το χώρο των ισχυών στον οποίο επιτρέπεται συχνά η απλοποιημένη θεώρηση ότι αποτελεί ένα συνεχή χώρο.

Έστω ότι έχουμε ένα αυτοργανούμενο δίκτυο με  $N$  κόμβους. Έστω ότι αρχικά οι κόμβοι μπορούν να στείλουν μόνο σε μία συχνότητα, αλλά μπορούν να λάβουν από πολλές ταυτόχρονα. Έστω ότι ένας κόμβος  $i \in \{1, \dots, N\}$  εκπέμπει στην συχνότητα  $f_j$  ( $j \in \{1, \dots, M\}$ ), ή αλλιώς  $f^{(i)} = f_j$ . Έστω η συνάρτηση  $I(f^{(m)}, f^{(n)})$ ,  $\forall m, n \in \{1, \dots, N\}$  που ορίζεται ως εξής:

$$I(f^{(m)}, f^{(n)}) = \begin{cases} 1, & \text{αν } f^{(m)} = f^{(n)}. \\ 0, & \text{διαφορετικά.} \end{cases} \quad (7.1)$$

Σύμφωνα με τον παραπάνω ορισμό, αν οι κόμβοι  $m, n$  εκπέμπουν στην ίδια συχνότητα τότε η συνάρτηση  $I(f^{(m)}, f^{(n)})$  είναι μονάδα. Επομένως, ο νέος ορισμός του σηματοθορυβικού λόγου, λαμβάνοντας υπόψιν το γεγονός ότι κόμβοι που εκπέμπουν σε διαφορετικές συχνότητες δεν παρεμβάλλουν μεταξύ τους, είναι:

$$SINR_{i,j}^{Cog} = \frac{p_t(i) \cdot g_{i,j} \cdot d_{i,j}^{-\alpha}}{N_j + \gamma \cdot \sum_{\substack{k=1 \\ k \neq i}}^n (p_t(k) \cdot g_{k,j} \cdot I(f^{(k)}, f^{(i)}))}. \quad (7.2)$$

Συνεπώς, η νέα μορφή των συναρτήσεων χρησιμοποίησης  $u_i^{(A),(B),(P)}$  είναι η παρακάτω:

$$u_i^{(A)}(p, f^{(i)}) = \begin{cases} \frac{\sum_{j \in N_i} Sig(SINR_{i,j}^{Cog})}{p_i}, & \text{αν το δίκτυο παραμένει συνδεδεμένο} \\ 0, & \text{διαφορετικά.} \end{cases} \quad (7.3)$$

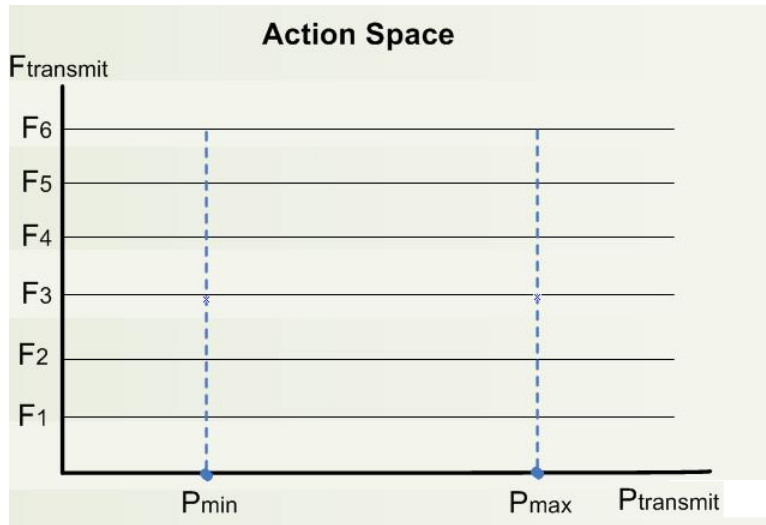


$$u_i^{(B)}(p, f^{(i)}) = \begin{cases} \frac{\frac{1}{N_i} \sum_{j \in N_i} \text{Sig}(\text{SINR}_{i,j}^{\text{Cog}})}{p_i}, & \text{αν το δίκτυο παραμένει συνδεδεμένο} \\ 0, & \text{διαφορετικά.} \end{cases} \quad (7.4)$$

$$u_i^{(P)}(p, f^{(i)}) = \begin{cases} -p_i, & \text{αν το δίκτυο παραμένει συνδεδεμένο} \\ -p_{\max} - \epsilon, \forall \epsilon > 0, & \text{διαφορετικά.} \end{cases} \quad (7.5)$$

### 7.1.3 Ανάλυση Ισορροπίας του CPTC

Μέχρι αυτό το σημείο έχει γίνει αναφορά μόνο στις νέες συναρτήσεις χρησιμοποίησης που μπορούν να χρησιμοποιηθούν ώστε να συμπεριληφθεί η δυναμική επιλογή συχνότητας από τον αλγόριθμο. Το βασικό πρόβλημα όμως είναι η εύρεση εκείνων των κανόνων απόφασης ώστε το νέο παιχνίδι να μπορεί να έχει σημεία ισορροπίας και να καταλήγει σε αυτά. Οι νέες συναρτήσεις χρησιμοποίησης είναι πιο πολύπλοκες γιατί ο χώρος ενεργειών είναι δισδιάστατος και δεν είναι πλέον συνεχής, τουλάχιστον ως προς την διάσταση της συχνότητας εκπομπής. Μάλιστα, αν θεωρηθεί ότι και οι στάθμες ισχύος είναι ένα διακριτό σύνολο με  $L$  στοιχεία, τότε ο συνολικός χώρος ενεργειών είναι διακριτός με  $M \cdot L$  στοιχεία. Σχηματικά ο χώρος ενεργειών φαίνεται στο Σχήμα 7.1.



Σχήμα 7.1: Ο νέος χώρος ενεργειών (Action Space) του CPTC παιχνιδιού.

Χρησιμοποιώντας το Σχήμα 7.1 και τα στοιχεία της Θεωρίας Παιγνίων του κεφαλαίου 5 προκύπτουν οι εξής παρατηρήσεις:

- Αρχικά, αφού ο χώρος είναι διακριτός δεν γίνεται να χρησιμοποιηθεί το Θεώρημα 5.3 στη γενική του μορφή.
- Επίσης, ακόμα και αν υποθεθεί για λόγους απλότητας ότι ο χώρος ενεργειών είναι συνεχής, τότε οι συναρτήσεις χρησιμοποίησης δεν είναι quasi-concave ως προς τις ενέργειες των χρηστών. Συνεπώς και πάλι δεν μπορεί να χρησιμοποιηθεί το Θεώρημα 5.3.

- Αντίθετα, αν χρησιμοποιηθεί το Θεώρημα 5.4 μπορεί να γίνει ο ισχυρισμός ότι υπάρχει τουλάχιστον ένα σημείο Ισορροπίας Nash μικτής στρατηγικής (Mixed-strategy equilibrium).
- Τέλος, μπορεί κανείς να οδηγηθεί σε ορισμένα παιχνίδια που έχουν σημεία ισορροπίας, αφού πρώτα απλοποιήσει κατάλληλα το πρόβλημα. Στη συνέχεια ακολουθούν ορισμένες τέτοιες απλοποιήσεις.
  - Η αποσύμπλεξη του δισδιάστατου χώρου ενεργειών σε δύο μονοδιάστατους χώρους επιτρέπει την εύρεση της συχνότητας εκπομπής σε πρώτη φάση, και την εκτέλεση του *PTC* αλγορίθμου σε δεύτερη φάση. Η επιλογή της συχνότητας εκπομπής μπορεί να γίνει με την χρήση ενός άλλου παιχνιδιού δυναμικού όπως αυτό που παρουσιάζεται στη δημοσίευση [25].
  - Εκτός από την αποσύμπλεξη του παιχνιδιού κανείς μπορεί να προσφύγει σε στατιστικές τεχνικές εκμάθησης όπως αυτές που παρουσιάζονται στο [15]. Οι εν λόγω τεχνικές οδηγούν ένα παιχνίδι σε σημείο Ισορροπίας Μικτής Στρατηγικής.

## 7.2 Συμπεράσματα

Στην Ενότητα αυτή παρουσιάζονται συνοπτικά τα βασικά συμπεράσματα στα οποία οδηγήθηκε η παρούσα διπλωματική εργασία.

- Στην Ενότητα 3.2.2.2 έγινε φανερό ότι απαιτείται η χρήση πιο πολύπλοκων μοντέλων για τη ρεαλιστική μοντελοποίηση της ενεργειακής κατανάλωσης σε ένα ασύρματο αυτοργανούμενο δίκτυο. Εύκολα μπορεί κανείς να οδηγηθεί σε αποτελέσματα τα οποία δεν επαληθεύονται στην πράξη, αν λάβει υπόψιν την απλή θεώρηση ότι οι κόμβοι καταναλώνουν ενέργεια μόνο κατά τη διάρκεια της εκπομπής.
- Ο *K-Neigh* αλγόριθμος είναι ένας αλγόριθμος Ελέγχου Τοπολογίας ο οποίος διατηρεί υψηλά τα ποσοστά συνδεσιμότητας μόνο στην περίπτωση αυτοργανούμενων δικτύων στα οποία οι κόμβοι είναι ομοιόμορφα κατανεμημένοι (Ενότητα 4.3.1).
- Ο *NRN* (Κεφάλαιο 4) είναι ένας διαστρωματικός αλγόριθμος Ελέγχου Τοπολογίας ο οποίος, σε αντίθεση με τον *K-Neigh* αλγόριθμο, διατηρεί υψηλά τα ποσοστά συνδεσιμότητας σε μη-ομοιόμορφες κατανομές τοποθέτησης των κόμβων ενός αυτοργανούμενου δικτύου. Ο *NRN*, που έχει την ίδια πολυπλοκότητα με τον *K-Neigh* αλγόριθμο, είναι ένας κατανεμημένος και υπολογιστικά ελαφρύς αλγόριθμος Ελέγχου Τοπολογίας που συνδυάζει την πληροφορία του Επιπέδου Δικτύου (Network Layer) και του Επιπέδου Ζεύξης Δεδομένων (MAC Layer).
- Στο Κεφάλαιο 6 παρουσιάστηκε ο *PTC* αλγόριθμος ο οποίος είναι ένας διαστρωματικός αλγόριθμος που συνδυάζει τα τρία κατώτερα στρώματα της στοίβας πρωτοκόλλων των ασύρματων Ad Hoc δικτύων. Από το Επίπεδο Δικτύου ο *PTC* αλγόριθμος μαθαίνει

τη γειτονιά του σε απόσταση  $K$  βημάτων. Από το Επίπεδο Ζεύξης Δεδομένων μαθαίνει τους άμεσους γείτονές του και από το Φυσικό Επίπεδο την ποιότητα των ζεύξεων με αυτούς. Ο *PTC* αλγόριθμος μειώνει τη συνολική ισχύς εκπομπής, αυξάνει τη μέση ποιότητα των ενεργών ζεύξεων και διατηρεί τη συνδεσιμότητα του αυτοργανούμενου δικτύου.

- Τέλος, στην Ενότητα 7.1 παρουσιάζονται οι πρώτες ιδέες για την προέκταση του *PTC* αλγόριθμου σε γνωστικά δίκτυα (Cognitive Radios). Η σημαντική αύξηση της πολυπλοκότητας του προβλήματος απαιτεί τη χρησιμοποίηση διαφορετικών εργαλείων από την απλή Ισοροπία του Nash.

### 7.3 Μελλοντικές Προεκτάσεις

Η παρούσα διπλωματική εργασία ασχολήθηκε με ένα ερευνητικό θέμα που επιτρέπει αρκετές προεκτάσεις και διερεύνηση προς τις ακόλουθες κατευθύνσεις. Αναφερόμαστε σε αυτές διακρίνοντας τες σε δύο κατηγορίες. Η πρώτη αντιστοιχεί σε προεκτάσεις του διαστρωματικού αλγόριθμου *NRN* (κεφάλαια 2 μέχρι 4) και η δεύτερη του *PTC* (κεφάλαια 5 μέχρι 7).

- Αρχικά, στον αλγόριθμο *NRN* μπορεί να διερευνηθεί η μεταβολή της πιθανοτικής κατανομής που ελέγχει το λογικό βαθμό κόμβου, ανάλογα με την τοπική πυκνότητα που αντιλαμβάνεται ο κάθε κόμβος. Ειδικότερα, στις περιπτώσεις που ο κόμβος αντιλαμβάνεται μικρή πυκνότητα δικτύου, τότε η πιθανοτική κατανομή πρέπει να παράγει μία τιμή βαθμού κόμβου κοντά στην αρχική του τιμή, ενώ στις περιπτώσεις που αντιλαμβάνεται μεγάλη πυκνότητα δικτύου, μία τιμή αρκετά μικρότερη από την αρχική.
- Έπειτα, απαιτείται μία θεωρητική ανάλυση στην οποία θα γίνεται προσπάθεια να κατανοηθεί η σχέση του πλήθους γειτόνων που απαιτούνται για την συνδεσιμότητα ενός δικτύου με την μη-ομοιόμορφη τοποθέτηση των κόμβων στις δύο ή στις τρεις διαστάσεις. Τα αποτελέσματα της ανάλυσης αυτής μπορούν να χρησιμοποιηθούν για την εύρεση της κατάλληλης πιθανοτικής κατανομής ελέγχου του λογικού βαθμού των κόμβων στον *NRN* αλγόριθμο.
- Στη συνέχεια, είναι ανάγκη να πραγματοποιηθεί μία μελέτη ρεαλιστικής προσομοίωσης του *NRN* αλγόριθμου και να συγκριθεί με το  $K-Neigh$  πρωτόκολλο, ώστε να δειχθεί στην πράξη ότι ο πρώτος αποτελεί μία βελτίωση του δεύτερου στις περιπτώσεις της ανομοιόμορφης τοποθέτησης των κόμβων ενός Ad Hoc δικτύου.
- Τέλος, απαιτείται η σύγκριση μέσω προσομοιώσεων του *NRN* αλγόριθμου με άλλους αλγόριθμους Ελέγχου Τοπολογίας, ώστε να φανούν τα θετικά και τα αρνητικά τους σημεία.

Αναφορικά με τις μελλοντικές προεκτάσεις που προκύπτουν από τον *PTC* αλγόριθμο έχουμε τα εξής:

- Αρχικά, μπορεί να μελετηθεί και να ερευνηθεί η ύπαρξη ενός μαθηματικού μοντέλου στα πλαίσια του *PTC* αλγόριθμου για την προέκταση του στα γνωστικά δίκτυα. Μερικές ιδέες παρουσιάστηκαν περιληπτικά στην Ενότητα 7.1. Στην ίδια ενότητα γίνεται και μία πρώτη προσέγγιση της δυσκολίας του εν λόγω προβλήματος και της ανάγκης εύρεσης εργαλείων πιο γενικών από την απλή Ισορροπία *Nash*.
- Έπειτα, μπορεί κανείς να πραγματοποιήσει μία μελέτη προσομοίωσης του *PTC* αλγόριθμου, ώστε να διερευνηθεί σε πιο ρεαλιστικές συνθήκες η πραγματική βελτίωση στην ανάθεση πόρων που μπορεί να επιφέρει.





# Βιβλιογραφία

- [1] A. Behzad και I. Rubin. High transmission power increases the capacity of ad hoc wireless networks. *IEEE Transactions On Wireless Communications*, 5(1):156–165, 2006.
- [2] D. M. Blough, C. Harvesf, G. Resta, G. Riley και P. Santi. A simulation-based study on the throughput capacity of topology control in csma/ca networks. *Proceedings of the 4th annual IEEE international conference on Pervasive Computing and Communications Workshops*, σελίδες 400–405, 2006.
- [3] D. M. Blough, M. Leoncini, G. Resta και P. Santi. The k-neigh protocol for symmetric topology control in ad hoc networks. *Proceedings of the 4th ACM international symposium on Mobile ad hoc networking and computing*, σελίδες 141–152, 2003.
- [4] D. M. Blough, M. Leoncini, G. Resta και P. Santi. Topology control with better radio models: implications for energy and multi-hop interference. *Proceedings of the 8th ACM international symposium on Modeling, analysis and simulation of wireless and mobile systems*, σελίδες 260–268, 2005.
- [5] J.Y. Le Boudec και M. Vojnovic. Perfect simulation and stationarity of a class of mobility models. *Proceedings of 24th IEEE Conference on Computer Communications (INFOCOM)*, σελίδες 2743–2754, 2005.
- [6] C. D. M. Cordeiro και D. P. Agrawal. *Ad Hoc & Sensor Networks: Theory And Applications*. World Scientific Publishing Company, 2006.
- [7] Reinhard Diestel. *Graph Theory*. Springer-Verlag, Heidelberg, 2005.
- [8] O. Dousse, F. Baccelli και P. Thiran. Impact of interferences on connectivity in ad hoc networks. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 13(2):425–436, 2005.
- [9] J.P. Ebert, S. Aier, G. Kofahl, A. Becker, B. Burns και A. Wolisz. Measurement and simulation of the energy consumption of an wlan interface. *TKN Technical Reports Series, Technical University Berlin, Telecommunication Networks Group*, 2002.
- [10] D. Fudenberg και J. Tirole. *Game Theory*. MIT Press, Cambridge, MA, 1991.

- [11] Y. Gao, J.C. Hou και H. Nguyen. Topology control for maintaining network connectivity and maximizing network capacity under the physical model. *Proceedings of The 27th Conference on Computer Communications (INFOCOM)*, σελίδες 1013–1021, 2008.
- [12] D. Goodman και N. Mandayan. Power control for wireless data. *IEEE Personal Communications*, σελίδες 48–54, 2000.
- [13] Q. Guan, S. Jian, Q. L. Ding και G. Wei. Impact of topology control on capacity of wireless ad hoc networks. *Proceedings of The International Conference on Computational Science (ICCS)*, 2008.
- [14] P. Gupta και P.R. Kumar. The capacity of wireless networks. *IEEE Transactions On Information Theory*, 46(2), 2000.
- [15] S. Haykin. Cognitive radio: Brain-empowered wireless communications. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 23(2):201–220, 2005.
- [16] V. Karyotis, A. Manolakos και S. Papavassiliou. On topology control and non-uniform node deployment in ad hoc networks. *Proceedings of 6th IEEE PerCom Workshop on Pervasive Wireless Networking (PWN)*, 2010.
- [17] V. Karyotis και S. Papavassiliou. Topology control in cooperative wireless ad hoc networks. *Book Chapter in Cooperative Wireless Communications*, σελίδες 167–189, 2009.
- [18] R. S. Komali. *Game-Theoretic Analysis of Topology Control*. Διδακτορική Διατριβή, Virginia Polytechnic Institute and State University, 2008.
- [19] M. A. Labrador και P. M. Wightman. *Topology Control in Wireless Sensor Networks*. John Wiley and Sons Ltd, 2009.
- [20] D. Lymberopoulos, Q. Lindsey και A. Savvides. An empirical characterization of radio signal strength variability in 3-d ieee 802.15.4 networks using monopole antennas. *Proceedings of the European Workshop on Wireless Sensor Networks (EWSN)*, σελίδες 326–341, 2006.
- [21] S. R. Das M. K. Marina. Routing performance in the presence of unidirectional links in multihop wireless networks. *Proceedings of 3rd ACM International Symposium on Mobile Ad Hoc Networking (MobiHoc)*, σελίδες 12–23, 2002.
- [22] A. MacKenzie και L. DaSilva. *Game Theory for Wireless Engineers (Synthesis Lectures on Communications)*. Morgan and Claypool Publishers, 2006.
- [23] M. K. Marina και S. R. Das. A topology control approach for utilizing multiple channels in multi-radio wireless mesh networks. *Computer Networks: The International Journal of Computer and Telecommunications Networking*, 54(2):241–256, 2010.



- [24] D. Monderer και L. Shapley. Potential games. *Games and Economic Behavior* 14, σελίδες 124–143, 1996.
- [25] N. Nie και C. Comaniciu. Adaptive channel allocation spectrum etiquette for cognitive radio networks. *Proceedings of IEEE Symposium on New Frontiers in Dynamic Spectrum Access Networks (DySPAN)*, 11(6):779 – 797, 2006.
- [26] L. Ning, J. Hou και S. Lui. Design and analysis of an mst-based topology control algorithm. *Proceedings of 22th IEEE Conference on Computer Communications (INFOCOM)*, σελίδες 1702–1712, 2003.
- [27] University of Washington. Osi model graph. [http://www.washington.edu/lst/help/computing\\_fundamentals/networking/img/osi\\_model.jpg](http://www.washington.edu/lst/help/computing_fundamentals/networking/img/osi_model.jpg), χ.χ.
- [28] M. Penrose. The longest edge of the random minimal spanning tree. *The Annals of Applied Probability*, 7(2):340–361, 1997.
- [29] V. Rodoplu και T. H. Meng. Minimum energy mobile wireless networks. *IEEE Journal Selected Areas in Communications*, 17(8):1333–1344, 1999.
- [30] P. Santi. *Topology Control in Wireless Ad hoc and Sensor Networks*. John Wiley and Sons Ltd., 2005.
- [31] V. Srivastava και M. Motani. Cross-layer design: a survey and the road ahead. *IEEE Communications Magazine*, 43(12):112–119, 2005.
- [32] A. J. Viterbi. *CDMA: Principles of Spread Spectrum Communication*. Addison-Wesley Wireless Communications Series, 1995.
- [33] P.v. Rickenbach, S. Schmid, R. Wattenhofer και A. Zollinger. A robust interference model for wireless ad-hoc networks. *Proceedings of the 19th IEEE International Parallel and Distributed Processing Symposium (IPDPS)*, 13:239.1, 2006.
- [34] R. Wattenhofer, L. Li, B. Paramvir και W. Yi-Min. Distributed topology control for power efficient operation in multihop wireless ad hoc networks. *Proceedings of 20th IEEE Conference on Computer Communications (INFOCOM)*, σελίδες 1388–•1397, 2001.
- [35] The Free Encyclopedia WIKIPEDIA. OSI Model. [http://en.wikipedia.org/wiki/OSI\\_model](http://en.wikipedia.org/wiki/OSI_model), χ.χ.

