



## ΕΥΧΑΡΙΣΤΙΕΣ

Μερικές φορές οι λέξεις είναι αδύνατον να περιγράψουν τα συναισθήματα που νιώθει κανείς. Όταν το 2005 εισήχθηκα στο Τμήμα Μηχανικών Η/Υ Τηλεπικοινωνιών και Δικτύων δε μπορούσα να φανταστώ τις έντονες εμπειρίες, τις συγκινήσεις, τις συναισθηματικές αντιθέσεις που θα αποκόμιζα κατά τη διάρκεια των σπουδών μου. Γνώρισα πολλούς ανθρώπους, έζησα ποικίλες καταστάσεις, ωρίμασα. Είναι η στιγμή που θέλω να πω *ευχαριστώ* σε όσους με στήριξαν και ήταν δίπλα μου κατά τη διάρκεια των σπουδών. Δε θα ευχαριστήσω την οικογένειά μου την παρούσα στιγμή. Η αγάπη και η εκτίμησή μου για τους γονείς και τα αδέρφια μου είναι απέραντη, απύθμενη και αδύνατον να εκφραστεί μέσα από τις ευχαριστίες μιας διπλωματικής εργασίας. Θέλω να ευχαριστήσω όλους τους καθηγητές του ΤΜΗΥΤΔ, οι οποίοι μου προσέφεραν ποιοτική ακαδημαϊκή γνώση και επιστημονική κατάρτιση. Ευχαριστώ, ιδιαιτέρως, τους καθηγητές κ. Ιορδάνη Κουτσόπουλο και κ. Λέανδρο Τασιούλα για την εμπιστοσύνη που έδειξαν στο πρόσωπό μου καθώς και για την πολύτιμη βοήθεια που προσέφεραν για την ολοκλήρωση της διπλωματικής εργασίας. Ευχαριστώ την Γραμματεία του ΤΜΗΥΤΔ, και κυρίως την κα. Παπαλεξανδρή, για την αδιάλειπτη υποστήριξη της κατά τη διάρκεια των σπουδών μου.

Τέλος, θα ήθελα να ευχαριστήσω από τα βάθη της ψυχής μου τον κ. Σάββα Γκιτζένη, τον εμπνευστή και βασικό επιβλέποντα της διπλωματικής εργασίας. Ο κ. Γκιτζένης δεν αποτελεί μονάχα επιστημονικό πρότυπο για εμένα. Είναι πρότυπο αξιών και ήθους. Με στήριξε ηθικά, ψυχικά και επιστημονικά κατά τη διάρκεια της εκπόνησης της διπλωματικής εργασίας και με μύησε στο χώρο της επιστημονικής έρευνας. Με βοήθησε να υιοθετήσω τρόπο αναλυτικής σκέψης και διεξοδικής αντιμετώπισης των προβλημάτων, να γίνω καλύτερος επιστήμονας, καλύτερος άνθρωπος...

Βόλος, Μάρτιος 2012

Μιχαήλ Τριανταφυλλίδης

## ΠΙΝΑΚΑΣ ΠΕΡΙΕΧΟΜΕΝΩΝ

Περίληψη .....	4
ΚΕΦΑΛΑΙΟ 1: Εισαγωγή .....	5
1.1 Η αναγκαιότητα ελέγχου ισχύος πομπού.....	5
1.2 Είδη κίνησης: συνεχούς ροής και ριπιαία κίνηση.....	7
1.3 Έλεγχος ισχύος πομπού για κίνηση συνεχούς ροής .....	9
1.4 Έλεγχος ισχύος πομπού για ριπιαία κίνηση.....	10
ΚΕΦΑΛΑΙΟ 2: Μοντελοποίηση προβλήματος ελέγχου ισχύος πομπού .....	12
2.1 Εισαγωγή .....	12
2.2 Μοντελοποίηση προβλήματος ελέγχου ισχύος πομπού για κίνηση συνεχούς ροής.....	12
2.2.1 Γενική διατύπωση του προβλήματος.....	12
2.2.2 Ανάλυση προβλήματος ελέγχου ισχύος για δύο ζεύξεις .....	13
2.2.3 Γενίκευση προβλήματος διαχείρισης ισχύος για κίνηση συνεχούς ροής ..	16
2.3 Βέλτιστη απομάκρυνση πακέτων από την ενδιάμεση μνήμη.....	18
2.3.1 Περιγραφή και ανάλυση προβλήματος.....	18
2.3.2 Η παρεμβολή ως ακολουθία ανεξαρτήτων ομοίων τυχαίων μεταβλητών.....	21
2.3.3 Συνάρτηση πίεσης συσσωρευμένων πακέτων .....	22
2.4 Βέλτιστη ισχύς για ριπιαία κίνηση.....	23
2.4.1 Βέλτιστη ισχύς για ρυθμαπόδοση 1 <sup>ης</sup> Περίπτωσης.....	23
2.4.2 Βέλτιστη ισχύς για ρυθμαπόδοση 2 <sup>ης</sup> Περίπτωσης.....	25
ΚΕΦΑΛΑΙΟ 3: Αλγόριθμοι PCMA με χρήση στατιστικών .....	28
3.1 Καταγραφή στατιστικών.....	28
3.2 Σχεδίαση αλγορίθμων PCMA.....	28
3.3 Περιγραφή αλγορίθμου στατιστικών.....	29

3.3.1	Γενική περιγραφή αλγορίθμου.....	29
3.3.2	Παράμετροι αλγορίθμου.....	30
3.3.3	Μεταβλητές αλγορίθμου.....	31
3.3.4	Υπολογισμός μεταβλητών και συνάρτησης $X(b)$ .....	32
3.3.5	Ποιότητα υπηρεσίας.....	34
3.4	Πειραματική ανάθεση τιμών παραμέτρων αλγορίθμου.....	36
3.4.1	Επιλογή παραμέτρων κλάσματος χρόνου $q1$ και $qF$ .....	37
3.4.2	Επιλογή σταθεράς $F$ .....	39
3.5	Αξιολόγηση αλγορίθμου για ρυθμαπόδοση $s1$ .....	43
3.5.1	Ασύμμετρη τοπολογία.....	43
3.5.1.1	Ισχύς, Καθυστέρηση και Χωρητικότητα.....	43
3.5.1.2	Κατάσταση καναλιού.....	44
3.5.2	Συμμετρική τοπολογία.....	47
3.5.2.1	Ισχύς, Καθυστέρηση και Χωρητικότητα.....	48
3.5.2.2	Κατάσταση καναλιού.....	48
3.5.3	Σύγκριση συμμετρικής - ασύμμετρης τοπολογίας.....	50
3.6	Αξιολόγηση αλγορίθμου για κανάλι με ρυθμαπόδοση $s2$ .....	51
3.6.1	Ασύμμετρη τοπολογία.....	51
3.6.2	Συμμετρική τοπολογία.....	51
ΚΕΦΑΛΑΙΟ 4: Στατικός PCMA.....		56
4.1	Υπολογισμός συνάρτησης πίεσης.....	56
4.2	Στατικός αλγόριθμος για ρυθμαπόδοση $s1$ .....	56
4.3	Στατικός αλγόριθμος για ρυθμαπόδοση $s2$ .....	62
ΚΕΦΑΛΑΙΟ 5: Δυναμικός PCMA θερμικού θορύβου.....		65
5.1	Μετάβαση σε δυναμικό PCMA θερμικού θορύβου.....	65
5.2	Αλγόριθμος θερμικού θορύβου για ρυθμαπόδοση $s1$ .....	65
5.2.1	Ασύμμετρη Τοπολογία.....	67
5.2.2	Συμμετρική Τοπολογία.....	68

5.3	Αλγόριθμος θερμικού θορύβου για ρυθμαπόδοση $s_2$ .....	69
5.3.1	Ασύμμετρη Τοπολογία .....	70
5.3.2	Συμμετρική Τοπολογία .....	71
5.4	Αλγόριθμος θερμικού θορύβου για ρυθμαπόδοση $s$ .....	72
ΚΕΦΑΛΑΙΟ 6: Συγκρίσεις και συμπεράσματα .....		73
6.1	Σύγκριση δυναμικών αλγορίθμων ελέγχου ισχύος .....	73
6.1.1	Χωρητικότητα .....	73
6.1.2	Μέση καθυστέρηση και ισχύς .....	76
6.1.2.1	Ρυθμαπόδοση $s_1$ .....	76
6.1.2.2	Ρυθμαπόδοση $s_2$ .....	79
6.2	Συγκεντρωτική αξιολόγηση Αλγορίθμων .....	84
6.2.1	Ρυθμαπόδοση $s_1$ .....	84
6.2.1.1	Σταθερή απόσταση Πομπού - Δέκτη .....	84
6.2.1.2	Μεταβλητή Απόσταση Πομπού - Δέκτη .....	88
6.2.2	Ρυθμαπόδοση $s_2$ .....	90
6.2.2.1	Σταθερή Απόσταση Πομπού - Δέκτη .....	90
6.2.2.2	Μεταβλητή Απόσταση Πομπού - Δέκτη .....	91
ΕΠΙΛΟΓΟΣ .....		92
ΠΑΡΑΡΤΗΜΑ Α: Προσδιορισμός $x_1, x_F, x_M$ .....		94
ΠΑΡΑΡΤΗΜΑ Β: Τοπολογία Δικτύου .....		96
ΠΑΡΑΡΤΗΜΑ Γ: Παράμετροι Πειραμάτων .....		100
ΒΙΒΛΙΟΓΡΑΦΙΑ .....		102

## ΠΕΡΙΛΗΨΗ

Η παρούσα εργασία μελετά τεχνικές σχεδίασης υλοποίησης αλγορίθμων διαχείρισης ισχύος σε ασύρματα δίκτυα μετάδοσης πακέτου καθώς και στην αξιολόγησή τους μέσα από πειραματικές δοκιμές που διεξήχθησαν σε περιβάλλον προσομοίωσης (*simulation*).

Συγκεκριμένα, μελετήθηκαν οι αλγόριθμοι πολλαπλής πρόσβασης ελέγχου ισχύος (*Power-Controlled Multiple Access*) [1-2], οι οποίοι βασίζονται σε μια νέα μοντελοποίηση του προβλήματος διαχείρισης ισχύος σε ασύρματα δίκτυα μετάδοσης πακέτου. Η φιλοσοφία αυτών των αλγορίθμων επικεντρώνεται στην αυτόνομη λειτουργία κάθε ζεύξης με στόχο να παράσχουν πολλαπλή πρόσβαση στο ασύρματο κανάλι μέσα από τη στάθμιση του κόστους καθυστέρησης μετάδοσης πακέτου έναντι της ισχύος που χρησιμοποιείται για τη μετάδοση του πακέτου σε κάθε πομπό.

Οι αλγόριθμοι PCMA, όπως είχαν παρουσιαστεί στα [1-2], περιγράφουν μια γενική μορφή της συνάρτησης ελέγχου ισχύος με παραμέτρους κοινές, για όλες τις ζεύξεις, και στατικές, χωρίς να τις εξειδικεύουν ανάλογα με τα χαρακτηριστικά και τις διακυμάνσεις της κάθε μίας (όπως εξασθένηση, παρεμβολές και συμφόρηση του διαύλου) ή την απαίτηση σε υπηρεσία του χρήστη. Στόχος της παρούσας εργασίας είναι να διερευνήσει αυτόνομες μεθόδους επιλογής των παραμέτρων της συνάρτησης ελέγχου ισχύος, διαφοροποιημένες για κάθε ζεύξη, οι οποίες θα προσαρμόζονται αυτόματα στις συνθήκες επικοινωνίας και στις απαιτήσεις ποιότητας υπηρεσίας. Οι προτεινόμενες μέθοδοι βασίζονται στη στατιστική επεξεργασία των παραμέτρων του ασύρματου διαύλου και σε ευρετικές (*heuristics*) που απορρέουν από τη μαθηματική ανάλυση των ιδιοτήτων του προβλήματος.

Οι αλγόριθμοι που παρουσιάζονται είναι κατανομημένοι και κλιμακούμενοι σε μεγάλα δίκτυα με αυτόνομη λειτουργία, και προσαρμόζονται στις συνθήκες του καναλιού. Χωρίζονται δε σε δύο κατηγορίες ανάλογα με την τεχνική υλοποίησης:

- Δυναμικός Αλγόριθμος Ελέγχου Ισχύος με χρήση Στατιστικών
- Δυναμικός Αλγόριθμος Ελέγχου Ισχύος με χρήση Θερμικού Θορύβου

Οι προτεινόμενες μέθοδοι δοκιμάστηκαν πειραματικά μέσω προσομοίωσης ασυρμάτου δικτύου σε διάφορες τοπολογίες (θέσεις πομπών και δεκτών) και αξιολογήθηκαν ως προς την επίδοσή τους σε καθιερωμένα συστήματα ψηφιακών διαμορφώσεων. Με βάση τα πειραματικά αποτελέσματα, οι Δυναμικοί Αλγόριθμοι Ελέγχου Ισχύος που προτείνονται στα πλαίσια της παρούσας εργασίας προάγουν την ισότιμη στην παρεχόμενη ποιότητα υπηρεσίας ανάμεσα στις ζεύξεις του δικτύου σε σχέση με τους αλγορίθμους των [1-2].

## ΚΕΦΑΛΑΙΟ 1: ΕΙΣΑΓΩΓΗ

### 1.1 Η ΑΝΑΓΚΑΙΟΤΗΤΑ ΕΛΕΓΧΟΥ ΙΣΧΥΟΣ ΠΟΜΠΟΥ

Ο έλεγχος ισχύος πομπού [3-4] (*Transmitter Power Control*) είναι μια θεμελιώδης λειτουργία στα δίκτυα ασυρμάτων επικοινωνιών, η οποία έχει στόχο να προσαρμόσει την ισχύ εκπομπής σε κάθε ασύρματη ζεύξη στο κατάλληλο επίπεδο σε σχέση με τις μεταβολές της ποιότητας της ζεύξης και τις παρεμβολές στο ασύρματο κανάλι. Με χρήση καταλλήλων τεχνικών ελέγχου ισχύος πομπού είναι δυνατόν να επιτευχθεί το κατάλληλο επίπεδο της ποιότητας υπηρεσίας (*QoS*) για τους χρήστες του δικτύου με ελαχιστοποίηση της απαιτούμενης ισχύος εκπομπής σε κάθε ζεύξη. Κατ' αυτόν τον τρόπο μετριάζεται το επίπεδο της παρεμβολής στο κανάλι επικοινωνίας κάθε ζεύξης, και συνολικά επιτυγχάνεται η αύξηση της χωρητικότητας του ασύρματου δικτύου.

Τα πρώτα κυψελοειδή δίκτυα παρέκαμπταν την ανάγκη για έλεγχο ισχύος μελετώντας τις συνθήκες ραδιοδιάδοσης και χρησιμοποιούσαν σταθερή ισχύ εκπομπής (κατά κανόνα τη μέγιστη) διαχωρίζοντας τις εκπομπές των αλληλοπαρεμβάλοντων χρηστών στο χώρο σε ικανή απόσταση για τη διασφάλιση της επιθυμητής ποιότητας υπηρεσίας. Όμως, οι αυξανόμενες ανάγκες για χωρητικότητα επαναφέρουν την ανάγκη υιοθέτησης εξελιγμένων τεχνικών ελέγχου ισχύος. Στα κυψελοειδή δίκτυα, σε πολλές περιπτώσεις, όπως π.χ. εντός πόλεων ή σε σημεία ενδιαφέροντος με υψηλή έντασης κίνησης όπως χώροι αθλητικών εκδηλώσεων, απαιτείται συχνή επαναχρησιμοποίηση συχνοτήτων για την αύξηση της χωρητικότητας του ραδιοδικτύου. Στην περίπτωση που επιχειρηθεί επαναχρησιμοποίηση του ίδιου φάσματος συχνοτήτων σε μικρές αποστάσεις χωρίς κατάλληλη προσαρμογή της ισχύος εκπομπής ή άλλες πρόνοιες, η παρεμβολή που θα υφίστανται τα τερματικά καθώς και σταθμοί βάσης θα είναι αυξημένη.

Η ανάγκη για έλεγχο ισχύος αναδείχθηκε στα πρώτα κυψελοειδή δίκτυα με πολυπλεξία διαίρεσης κώδικα (CDMA) στο ανάστροφο κανάλι τερματικού-σταθμού βάσης [5]. Αντίθετα με τα προηγούμενα συστήματα πολλαπλής πρόσβασης, στο σύστημα CDMA, οι χρήστες μεταδίδουν ταυτοχρόνως στο ίδιο ασύρματο φάσμα, με κάθε ένα να χρησιμοποιεί τη δικιά του ψευδοτυχαία κωδική λέξη η οποία είναι κατά προσέγγιση ορθογώνια με τις κωδικές λέξεις των υπολοίπων χρηστών. Ο δέκτης εκτελεί λειτουργία συσχέτισης του λαμβανόμενου σήματος με τη συγκεκριμένη κωδική λέξη για να αποκωδικοποιήσει το μήνυμα του χρήστη, με αποτέλεσμα τα μηνύματα των υπολοίπων χρηστών να εμφανίζονται ως θόρυβος λόγω αποσυσχετισμού. Κατά συνέπεια, η ισχύς των άλλων χρηστών καθορίζει το δάπεδο θορύβου μετά την αποσυσχέτιση. Εάν

η ισχύς εκπομπής κάθε χρήστη δεν σταθμίζεται κατάλληλα ούτως ώστε να μη εμφανίζονται ίδια επίπεδα ισχύος λήψης στο δέκτη του σταθμού βάσης, τότε το ισχυρότερο σήμα θα επικρατεί στον αποδιαμορφωτή του σταθμού βάσης, παρεμποδίζοντας την αποκωδικοποίηση των άλλων χρηστών (πρόβλημα 'near-far' [5]). Με κατάλληλο έλεγχο ισχύος εκπομπής, ο σταθμός βάσης διασφαλίζει ότι κάθε κινητό μέσα στην περιοχή κάλυψης του λαμβάνεται με το ίδιο επίπεδο σήματος ώστε να εξασφαλιστεί η σωστή αποκωδικοποίησή τους.

Καθώς, ολοένα και περισσότεροι χρήστες ασυρμάτων δικτύων επιζητούν ευρυζωνικές υπηρεσίες δεδομένων, καθίσταται επιτακτική η ανάγκη αύξησης της χωρητικότητας και αποδοτικότερης χρήσης του φάσματος των συχνοτήτων. Αυτό μπορεί να επιτευχθεί με δύο τρόπους:

- 1) Με τη χρήση προηγμένων τεχνικών ελέγχου των ασυρμάτων πόρων. Σε αυτή τη κατηγορία συμπεριλαμβάνεται ο προηγμένος έλεγχος ισχύος ο οποίος θα ελαχιστοποιήσει το επίπεδο παρεμβολής, οπότε θα επιτρέψει την πιο πυκνή επαναχρησιμοποίηση των ασυρμάτων πόρων. Το παραπάνω, μπορεί να εφαρμοστεί σε ασύρματο δίκτυο χωρίς να γίνει κάποια αλλαγή στην υποδομή του και χωρίς κάποιο επιπρόσθετο κόστος επέκτασης του δικτύου.
- 2) Με την πυκνότερη τοποθέτηση σταθμών βάσης και τροποποίηση των υπάρχοντων ώστε να μειωθεί η εμβέλειά τους. Στα υπάρχοντα δίκτυα, αυτό επιτυγχάνεται με το διαχωρισμό κυψέλης και τη δημιουργία τομέων [5]. Ο διαχωρισμός κυψέλης είναι η διαδικασία υποδιαίρεσης μιας συμφορημένης κυψέλης σε πολλές μικρότερες, κάθε μια με τον δικό της σταθμό βάσης. Κατ' αυτό τον τρόπο, αυξάνεται η χωρητικότητα του ασυρμάτου δικτύου αφού το φάσμα συχνοτήτων χρησιμοποιείται πυκνότερα στην ίδια περιοχή κάλυψης. Αυτές οι τεχνικές απαιτούν εκ νέου σχεδιασμό του ραδιοδικτύου, προσθήκη νέων κεραιοσυστημάτων και πομποδεκτών, και, στην περίπτωση του διαχωρισμού κυψέλης, προσθήκη νέων σταθμών βάσης.

Όπως είναι ευνόητο, μια τέτοια διαδικασία συνεπάγεται πρόσθετο κόστος απόκτησης, εγκατάστασης και λειτουργίας. Επιπλέον, το δίκτυο θα πρέπει να ανταπεξέλθει στον αυξημένο αριθμό μεταπομπών (*handoff*) δεδομένου του μικρότερου μεγέθους ραδιοκάλυψης των κυψελών. Έτσι, αυτή η μέθοδος αύξησης χωρητικότητας έχει σημαντικά μεγαλύτερο κόστος σε σχέση με την ήπια λύση του ελέγχου της ισχύος εκπομπής.

Σε δίκτυα προηγούμενης γενιάς παραδοσιακά εφαρμοζόταν συνήθως μόνο η δεύτερη τεχνική για αύξηση της χωρητικότητας. Στα δίκτυα της επόμενης γενιάς, ο



συνδυασμός των δύο παραπάνω τεχνικών είναι αναγκαίος και καθιστά τον έλεγχο ισχύος πομπού σημαντικό παράγοντα επίδοσης του ασύρματου δικτύου.

Εξετάζοντας μία μεμονωμένη ασύρματη ζεύξη, ο πομπός πρέπει να επιλέξει ισχύ αρκετά υψηλή ώστε να αντιμετωπίσει τις απώλειες του καναλιού και τις παρεμβολές που δέχεται ο δέκτης, συμπεριλαμβανομένου του θερμικού θορύβου. Λαμβάνοντας όμως υπόψη και τις υπόλοιπες ζεύξεις του δικτύου, η ισχύς που θα επιλεγεί πρέπει ταυτόχρονα να ελαχιστοποιεί την παρεμβολή σε αυτές. Επομένως, ο πομπός καλείται να εξισορροπήσει ανάμεσα σε δύο αντικρουόμενες επιδιώξεις, της ‘ατομικής’ και της ‘συλλογικής’ ωφέλειας.

Ο μηχανισμός ελέγχου ισχύος πομπού λειτουργεί στο φυσικό επίπεδο μετάδοσης όπου εκτελούνται άλλες λειτουργίες, που συνδέονται με τον έλεγχο ισχύος όπως για παράδειγμα η διαμόρφωση και η επεξεργασία σήματος. Για παράδειγμα, η πτώση ποιότητας του καναλιού μπορεί να οδηγήσει στην επιλογή διαμόρφωσης χαμηλότερου ρυθμού και πιο ανθεκτικής στο θόρυβο, επομένως η ισχύς εκπομπής θα πρέπει να ρυθμιστεί με βάση τη νέα διαμόρφωση.

Συνδυάζοντας μάλιστα την πληροφορία που ανταλλάσσεται μεταξύ του επιπέδου ζεύξης και φυσικού επιπέδου μπορούν να σχεδιαστούν αποτελεσματικοί αλγόριθμοι ελέγχου ισχύος. Έτσι, η παρεμβολή της ζεύξης σε συνδυασμό με το πλήθος των αναμεταδόσεων μπορούν να χρησιμοποιηθούν σαν ενδείξεις συμφόρησης του δικτύου.

Μια σημαντική επέκταση των αλγορίθμων ελέγχου ισχύος PCMA δίδεται στο [6] σχετικά με την από κοινού επιλογή ανάμεσα σε διαφορετικούς ρυθμούς μετάδοσης (δηλαδή τρόπους κωδικοποίησης) και ισχύος εκπομπής, ώστε ο ρυθμός επικοινωνίας και η προστασία από τα λάθη να προσαρμοστούν στην ποιότητα της ασύρματης ζεύξης λαμβάνοντας υπόψη παράγοντες όπως η παρεμβολή και οι διαλείψεις. Ωστόσο, στα πλαίσια αυτής της εργασίας δε θα εξεταστούν τέτοιες επεκτάσεις.

## 1.2 ΕΙΔΗ ΚΙΝΗΣΗΣ: ΣΥΝΕΧΟΥΣ ΡΟΗΣ ΚΑΙ ΡΙΠΙΑΙΑ ΚΙΝΗΣΗ

Στα κυψελοειδή δίκτυα 1<sup>ης</sup> και 2<sup>ης</sup> γενιάς η βασική και σχεδόν αποκλειστική υπηρεσία αφορούσε την τηλεφωνία, μια υπηρεσία κίνησης συνεχούς ροής. Αντίθετα, στα δίκτυα 3<sup>ης</sup> γενιάς και πολύ περισσότερο στην επερχόμενη 4<sup>η</sup> γενιά, το ενδιαφέρον μετατοπίζεται σε υπηρεσίες μετάδοσης δεδομένων, ήχου και βίντεο, όπως ηλεκτρονικό ταχυδρομείο, πλοήγηση στον παγκόσμιο ιστό (www), βίντεο συνεχούς ροής (streaming video), τηλεφωνία μέσω IP (Voice over IP), ραδιόφωνο μέσω διαδικτύου και οι τηλεδιασκέψεις. Οι νέες υπηρεσίες εισάγουν στο δίκτυο κίνηση με χαρακτηριστικά σημαντικά διαφοροποιημένα ως προς την προηγούμενα κυρίαρχη τηλεφωνία.

Σε μια απλή κατάταξη, τα είδη της κίνησης κάθε υπηρεσίας θα μπορούσαν να κατηγοριοποιηθούν στην κίνηση συνεχούς ροής (όπως υπηρεσίες φωνής και βίντεο) και στην ριπιαία (bursty) κίνηση (όπως πχ ηλεκτρονικό ταχυδρομείο, παγκόσμιος ιστός).

Πιο αναλυτικά, πολλές υπηρεσίες μετάδοσης συνεχούς ροής είναι εξαιρετικά ευαίσθητες στην καθυστέρηση που εισάγεται κατά τη μετάδοση των δεδομένων καθώς και στις διακυμάνσεις της καθυστέρησης καθώς τα δεδομένα που καθυστερούν σημαντικά να φτάσουν από τον αποστολέα στον παραλήπτη χαρακτηρίζονται ως απολεσθέντα. Σημαντικό χαρακτηριστικό των υπηρεσιών συνεχούς ροής είναι ότι μπορούν να ανεχθούν περιστασιακή απώλεια δεδομένων, η οποία προκαλεί μικρά, σποραδικά προβλήματα, π.χ. στην αναπαραγωγή ήχου-βίντεο ή ενίοτε μπορεί να αποκρύπτεται, πλήρως ή εν μέρει με κατάλληλες τεχνικές κωδικοποίησης.

Η αποστολή κίνησης συνεχούς ροής μέσα από το ασύρματο κανάλι περιλαμβάνει τα ακόλουθα βήματα:

- 1) *Κωδικοποίηση και τμηματοποίηση πληροφορίας*: Τα δεδομένα από τη φυσική μορφή τους, την αναλογική μορφή (ήχος ή εικόνα), μετατρέπονται σε ψηφιακή μορφή με τη χρήση κάποιας ψηφιακής κωδικοποίησης. Οι ακολουθίες των δυαδικών ψηφίων οργανώνονται σε πακέτα δεδομένων προκειμένου να μεταδοθούν μέσα στο ασύρματο κανάλι.
- 2) *Μετάδοση*: Τα πακέτα δεδομένων μεταδίδονται σειριακά μέσα από το κανάλι επικοινωνίας με σταθερό ή μεταβλητό ρυθμό. Στην πρώτη περίπτωση, τα πακέτα μεταδίδονται περιοδικά στις χρονοθυρίδες. Οι υπηρεσίες συνεχούς ροής δεδομένων συνήθως ανήκουν στην κατηγορία των αναξιόπιστων υπηρεσιών καθώς δε παρέχεται εγγύηση ορθής μετάδοσης του συνόλου των πακέτων, δηλαδή αν ένα πακέτο παραμορφωθεί ή δε μεταδοθεί σωστά μέσω του ασύρματου καναλιού τότε δε μεταδίδεται ξανά και χαρακτηρίζεται απολεσθέν.

Η ριπιαία (bursty) κίνηση σε σχέση με την κίνηση συνεχούς ροής παρουσιάζει δύο βασικά διαφορές. Πρώτον, είναι ασυνεχής, και μάλιστα εμφανίζεται στο δίκτυο σε ριπές πακέτων. Δεύτερον, αντίθετα με την κίνηση συνεχούς ροής, συνήθως επιδέχεται ενδιάμεσης αποθήκευσης (buffering) στους κόμβους του δικτύου για σύντομα χρονικά διαστήματα χωρίς σημαντική επίπτωση στην ποιότητα της υπηρεσίας που αντιλαμβάνεται ο χρήστης. Οι υπηρεσίες που δημιουργούν ριπιαία κίνηση δεδομένων είναι συνήθως ανεκτικές ως προς την καθυστέρηση ενώ η ακεραιότητα και η πληρότητα των δεδομένων είναι κατά κανόνα αδιαπραγμάτευτες απαιτήσεις.

Η διαδικασία κωδικοποίησης και μετάδοσης δεδομένων σε μορφή πακέτων διαφέρει σημαντικά από τη διαδικασία που περιγράφηκε για την κίνηση συνεχούς ροής.

Πιο συγκεκριμένα, η αποστολή πακέτων μέσα από το ασύρματο κανάλι περιλαμβάνει τα ακόλουθα βήματα:

- 1) *Κωδικοποίηση και τμηματοποίηση πληροφορίας*: Τα δεδομένα, όπως πριν, οργανώνονται σε ψηφιακή μορφή σε πακέτα.
- 2) *Μετάδοση*: Σε μία χρονοθυρίδα μπορεί να μεταδίδεται ένα ή περισσότερα πακέτα. Συνήθως, η απώλεια ή παραμόρφωση τους δεν είναι αποδεκτή, οπότε ένα πακέτο το οποίο απωλέσθηκε ή παραμορφώθηκε πρέπει να μεταδοθεί επανειλημμένα μέχρι να ληφθεί σωστά.

Χαρακτηριστική είναι η σύγκριση δύο υπηρεσιών συνεχούς ροής και ριπιαίας κίνησης όπως για παράδειγμα, η υπηρεσία φωνής και η μεταφορά αρχείου. Η απώλεια ενός αριθμού πακέτων κατά τη διάρκεια της κλήσης φωνής μπορεί να σημαίνει απλά πτώση της ποιότητας ήχου. Αντίθετα, στην υπηρεσία μεταφοράς αρχείου η απώλεια πακέτου συνεπάγεται ολική αδυναμία ανάγνωσης του αρχείου. Επίσης, ενώ στην υπηρεσία φωνής η καθυστέρηση μετάδοσης πακέτων δε μπορεί να ξεπερνά τα 50ms, στη μεταφορά αρχείων η καθυστέρηση αυτή μπορεί να είναι πολύ μεγαλύτερη.

Βάσει των παραπάνω διαφορετικών χαρακτηριστικών ποιότητας υπηρεσίας ανάλογα με το είδος κίνησης πάνω από το ασύρματο κανάλι, απαιτούνται διαφοροποιημένοι αλγόριθμοι ελέγχου ισχύος.

### 1.3 ΕΛΕΓΧΟΣ ΙΣΧΥΟΣ ΠΟΜΠΟΥ ΓΙΑ ΚΙΝΗΣΗ ΣΥΝΕΧΟΥΣ ΡΟΗΣ

Στις ασύρματες επικοινωνίες, ο λόγος σήματος προς τη συνολική παρεμβολή του δέκτη της ασύρματης ζεύξης (*SINR*), συμπεριλαμβανομένου του θερμικού θορύβου, είναι βασική μετρική ποιότητας υπηρεσίας μετάδοσης πολυμέσων και ελέγχεται από την ισχύ μετάδοσης καθορίζοντας την πιθανότητα λανθασμένης αποκωδικοποίησης στο δέκτη.

Θεωρούμε το ασύρματο δίκτυο σαν μία συλλογή ασύρματων ζεύξεων, στην οποία κάθε ζεύξη αποτελείται από έναν πομπό και ένα δέκτη, οι οποίες λειτουργούν σε ένα μοναδικό κανάλι επικοινωνίας, οπότε κάθε εκπομπή που πραγματοποιείται σε μια ζεύξη λειτουργεί σαν παρεμβολή στις γειτονικές ζεύξεις.

Όπως φαίνεται από τη διαδικασία που περιγράφηκε στο Κεφάλαιο 1.2 για μετάδοση κίνησης συνεχούς ροής, προκειμένου να μεταδοθεί επιτυχώς το πακέτο δεδομένων πρέπει ο πομπός να χρησιμοποιήσει ισχύ τέτοια ώστε κατά την αποκωδικοποίηση στο δέκτη το γεγονός του λάθους να είναι αρκετά σπάνιο. Αν δε συμβεί αυτό, τότε θα έχουμε συχνές απώλειες ή παραμόρφωση της πληροφορίας, δηλαδή κακή ποιότητα υπηρεσίας. Ορίζουμε ως  $\gamma$  το λόγο σήματος προς τη συνολική παρεμβολή

στο δέκτη ο οποίος επιτρέπει τη σωστή αποκωδικοποίηση πακέτων με τη χρήση ενός συγκεκριμένου ρυθμού μετάδοσης. Αν ο πομπός γνωρίζει την κατάσταση του ασύρματου καναλιού, τότε μπορεί να εκτιμήσει την κατάλληλη ισχύ εκπομπής ώστε να επιτύχει στο δέκτη  $SINR$  ίσο προς  $\gamma$ . Η μαθηματική μοντελοποίηση του προβλήματος ελέγχου ισχύος πομπού για κίνηση συνεχούς ροής παρουσιάζεται στο Κεφάλαιο 2.2.

#### 1.4 ΕΛΕΓΧΟΣ ΙΣΧΥΟΣ ΠΟΜΠΟΥ ΓΙΑ ΡΙΠΙΑΙΑ ΚΙΝΗΣΗ

Σε μια ασύρματη ζεύξη που μεταδίδει ριπιαία κίνηση, η δυνατότητα προσωρινής αποθήκευσης πακέτων στον πομπό προσφέρει ένα νέο βαθμό ελευθερίας για τον αλγόριθμο ελέγχου ισχύος και γεννά ένα δίλλημα στον πομπό: πότε να μεταδώσει και πότε να περιμένει. Συγκεκριμένα, όταν υπάρχει αυξημένη παρεμβολή στο κανάλι, είναι αναγκαίο να χρησιμοποιηθεί υψηλή ισχύς για τη μετάδοση του πακέτου ώστε να εξασφαλιστεί ο αναγκαίος σηματοθορυβικός λόγος στο δέκτη που θα επιτρέψει τη σωστή (χωρίς σφάλματα) αποκωδικοποίησή του. Εναλλακτικά, ο πομπός, γνωρίζοντας την κατάσταση στο κανάλι, μπορεί να αποσυρθεί από το κανάλι (*back off*) προσδοκώντας να υποχωρήσει η παρεμβολή προτού μεταδώσει το πακέτο. Με άλλα λόγια, ο πομπός μπορεί να ανταλλάξει καθυστέρηση για μειωμένη ισχύ μετάδοσης.

Όσο ο πομπός περιμένει να υποχωρήσει η παρεμβολή, πακέτα συσσωρεύονται στην ενδιάμεση μνήμη του. Καθώς το πλήθος των συσσωρευμένων πακέτων (*backlog*) στην ενδιάμεση μνήμη μεγαλώνει, αυξάνεται η καθυστέρηση μετάδοσης και ο κίνδυνος υπερχειλίσης των πακέτων, οπότε ο πομπός πιέζεται περισσότερο να τα μεταδώσει. Η 'πίεση' από τη συσσώρευση των πακέτων (*backlog pressure*) μπορεί τελικά να οδηγήσει τον πομπό στη χρήση υψηλής ισχύος για τη μετάδοση των πακέτων ακόμα και αν δεν βελτιωθεί η ποιότητα της ζεύξης.

Στη συνηθισμένη περίπτωση που υπάρχουν πολλοί πομποί στο μοιραζόμενο ασύρματο κανάλι, το πρόβλημα γίνεται αρκετά σύνθετο, καθώς πολλοί πομποί προσπαθούν να σταθμίσουν την καθυστέρηση μετάδοσης πακέτου και το κίνδυνο υπερχειλίσης με την ισχύ μετάδοσης.

Στο Κεφάλαιο 2.3 αναλύεται και μοντελοποιείται μαθηματικά το πρόβλημα ελέγχου της ισχύος εκπομπής εστιάζοντας σε μία μόνο ασύρματη ζεύξη. Στο μοντέλο μας, υποθέτουμε ότι το κανάλι επικοινωνίας συμπεριφέρεται ανεξάρτητα από τις ενέργειες του πομπού της ζεύξης που εξετάζουμε και μεταβάλλεται τυχαία από παράγοντες εξωτερικούς της ζεύξης. Η ανάλυση αυτής της κατάστασης αποκαλύπτει τις ιδιότητες που πρέπει να έχει ένας γενικός αλγόριθμος ελέγχου ισχύος για ένα ασύρματο δίκτυο μετάδοσης πακέτου προκειμένου να σταθμίζονται οι παράγοντες καθυστέρησης και ισχύος.

Με βάση την ανωτέρω θεώρηση του προβλήματος, στο Κεφάλαιο 2.4 εξετάζονται και αναλύονται δύο περιπτώσεις ασυρμάτων συστημάτων ψηφιακών επικοινωνιών και παρουσιάζονται οι αντίστοιχες δύο οικογένειες αλγορίθμων ελέγχου ισχύος PCMA-1 και PCMA-2 [1-2]. Βασισμένος κάποιος στις αναλύσεις αυτών των αλγορίθμων ελέγχου ισχύος μπορεί να μοντελοποιήσει οποιοδήποτε ασύρματο σύστημα ψηφιακών επικοινωνιών και να εξαχθούν, αντίστοιχα, οι κατάλληλοι αλγόριθμοι ισχύος.

Στην συνέχεια, στα Κεφάλαια 3, 4, 5 παρουσιάζονται οι αλγόριθμοι PCMA και αξιολογούνται οι επιδόσεις τους χρησιμοποιώντας την τεχνική της προσομοίωσης. Η αξιολόγηση γίνεται σε ασύρματο κανάλι όπου υπάρχει πραγματική αλληλεπίδραση μεταξύ πομπών και δεκτών και παρεμβολή η οποία εξαρτάται από το περιβάλλον και τις ενέργειες των πομπών. Τέλος, στο Κεφάλαιο 6, συγκρίνονται μεταξύ τους οι αλγόριθμοι PCMA και εξάγονται συμπεράσματα αναφορικά με τις επιδόσεις τους, ειδικά σε ότι αφορά την ισοτιμία ανάμεσα στις ζεύξεις της παρεχόμενης ποιότητας υπηρεσίας.

## ΚΕΦΑΛΑΙΟ 2: ΜΟΝΤΕΛΟΠΟΙΗΣΗ ΠΡΟΒΛΗΜΑΤΟΣ ΕΛΕΓΧΟΥ ΙΣΧΥΟΣ ΠΟΜΠΟΥ

### 2.1 ΕΙΣΑΓΩΓΗ

Σε αυτό το κεφάλαιο μοντελοποιείται και αναλύεται το πρόβλημα της διαχείρισης ισχύος πομπού για συνεχή και ριπιαία κίνηση δεδομένων στο ασύρματο κανάλι. Η ανάλυση του ελέγχου ισχύος πομπού στην περίπτωση της συνεχούς κίνησης δεδομένων γίνεται με τη μοντελοποίηση του ασυρμάτου δικτύου σε ένα γραμμικό σύστημα. Στην περίπτωση της ριπιαίας κίνησης δεδομένων χρησιμοποιείται η τεχνική του δυναμικού προγραμματισμού [8] θεωρώντας ένα μοναδικό κανάλι επικοινωνίας με εξωτερική πηγή τυχαίας παρεμβολής, η οποία θεωρούμε ότι δεν εξαρτάται και δεν αλλάζει αντιδρώντας στην ισχύ που χρησιμοποιούμε για τη μετάδοση του πακέτου (*non-responsive interference*). Αυτή είναι μια απλοποίηση που γίνεται για να αποφύγουμε την πολυπλοκότητα της θεώρησης πολλαπλών αλληλεπιδρώντων ασυρμάτων ζεύξεων. Με αυτόν τον τρόπο, μπορούμε να μελετήσουμε τις ιδιότητες του προβλήματος, να εξάγουμε συμπεράσματα για τη μορφή της βέλτιστης λύσης στο εξειδανικευμένο περιβάλλον.

Στη συνέχεια, αυτά αξιολογούνται πειραματικά στα Κεφάλαια 3, 4, 5, 6 μέσω προσομοίωσης σε ένα ρεαλιστικό δίκτυο όπου πολλαπλές ζεύξεις λειτουργούν στο ίδιο κανάλι και αλληλεπιδρούν ενεργά η μία την άλλη μέσω της παρεμβολής που δημιουργούν (*responsive interference*).

### 2.2 ΜΟΝΤΕΛΟΠΟΙΗΣΗ ΠΡΟΒΛΗΜΑΤΟΣ ΕΛΕΓΧΟΥ ΙΣΧΥΟΣ ΠΟΜΠΟΥ ΓΙΑ ΚΙΝΗΣΗ ΣΥΝΕΧΟΥΣ ΡΟΗΣ

#### 2.2.1 Γενική Διατύπωση του Προβλήματος

Όπως έχει ήδη αναφερθεί, η βασική παράμετρος αξιολόγησης της ποιότητας υπηρεσίας στην περίπτωση κίνησης συνεχούς ροής είναι η πιθανότητα λανθασμένης λήψης στο δέκτη, η οποία αντιστοιχίζεται με το ποσοστό των πακέτων που έχει παραμορφωθεί ή απολεσθεί κατά τη μετάδοση και δε μπορεί να αποκωδικοποιηθεί σωστά στο δέκτη. Μπορούμε να θεωρήσουμε την ποιότητα υπηρεσίας σαν αύξουσα συνάρτηση του SINR [3]. Έστω  $N$  οι ζεύξεις που παρεμβάλλονται. Το SINR της  $i$ -στής ζεύξης είναι:

$$r_i = \frac{g_{ii}p_i}{\eta_i + \sum_{j \neq i} G_{ij}p_j}, i, j \in \{1, 2, \dots, N\}, \quad (1)$$

όπου  $p_i$  η ισχύς του πομπού της ζεύξης  $i$ ,  $\eta_i$  ο θερμικός θόρυβος στο δέκτη της ζεύξης  $i$ ,  $G_{ij}$  το κέρδος της ζεύξης από τον πομπό της  $j$ -στής ζεύξης στον δέκτη της  $i$ -στής ζεύξης. Το κέρδος  $G_{ij}$  συμπεριλαμβάνει τις απώλειες διαδρομής λόγω μετάδοσης στον χώρο, διάλειασης πολλαπλών διαδρομών, σκίασης και άλλων φαινομένων, όπως για παράδειγμα η επίδραση της διαμόρφωσης (κέρδος επεξεργασίας σήματος κτλ). Συμβατικά, για απλότητα, θεωρούμε ότι το  $G_{ij}$  είναι ντετερμινιστικά ορισμένο και αμετάβλητο ως προς το χρόνο.

Για κάθε ζεύξη  $i$  ορίζεται ο ελάχιστος λόγος σήματος προς τη συνολική παρεμβολή  $\gamma_i$ , τον οποίο επιθυμούμε να διατηρήσουμε προκειμένου να παρέχουμε την κατάλληλη ποιότητα υπηρεσίας. Εφόσον η ποιότητα υπηρεσίας είναι αύξουσα συνάρτηση του  $SINR$  πρέπει να ισχύει:

$$r_i(\mathbf{p}) \geq \gamma_i, \text{ για όλα τα } i \in \{1, 2, \dots, N\} \quad (2)$$

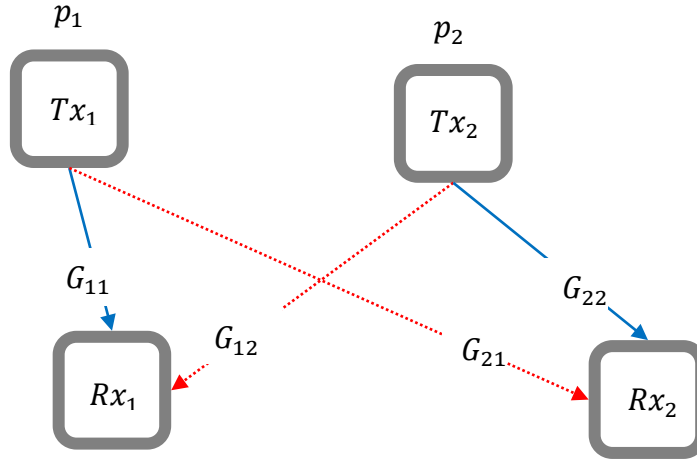
Σύμφωνα με τη σχέση (1), το  $SINR$  στο δέκτη είναι συνάρτηση του διανύσματος ισχύος  $\mathbf{p} = (p_1, p_2, \dots, p_N)$  όλων των ζεύξεων, Δεδομένου του πίνακα κέρδους  $\mathbf{G} = [G_{ij}]$  και του θερμικού θορύβου  $\boldsymbol{\eta} = (\eta_1, \eta_2, \dots, \eta_N)$ , ο στόχος μας είναι να βρούμε το βέλτιστο πίνακα ισχύος  $\mathbf{p}$  ο οποίος ικανοποιεί τη σχέση (2).

Πιο συγκεκριμένα, το πρόβλημα βελτιστοποίησης τίθεται ως εξής: επιθυμούμε να βρούμε το βέλτιστο  $\mathbf{p}^*$ , δηλαδή αυτό με τις ελάχιστες τιμές  $p_1, p_2, \dots, p_N$ , το οποίο ικανοποιεί τις σχέσεις (1) και (2). Το πρόβλημα μπορεί να επαναδιατυπωθεί σε μια γραμμική μορφή όπως ακολούθως [3]:

$$G_{ii}p_i - \gamma_i \sum_{j \neq i} G_{ij}p_j \geq \gamma_i \eta_i \quad (3)$$

### 2.2.2 Ανάλυση προβλήματος Ελέγχου Ισχύος για δύο ζεύξεις

Θεωρούμε το ασύρματο δίκτυο της Εικόνας 1 όπου δύο ζεύξεις παρεμβάλλονται ενεργά χρησιμοποιώντας το ίδιο κανάλι επικοινωνίας.



Εικόνα 1: Δύο ζεύξεις με ισχύ  $p_1$  και  $p_2$ . Στην εικόνα απεικονίζονται τα κέρδη των ζεύξεων από τους πομπούς  $Tx_1$  και  $Tx_2$  προς τους δέκτες  $Rx_1$  και  $Rx_2$

Παρακάτω αναλύουμε ποιοτικά τον τρόπο εύρεσης της στιγμιαίας ισχύος για τις δύο αυτές ζεύξεις και στην επόμενη ενότητα, ανάγουμε το πρόβλημα ελέγχου ισχύος στη γενική του μορφή. Αρχικά, για απλότητα, θεωρούμε μηδενικό θερμικό θόρυβο, δηλαδή  $\eta_1 = \eta_2 = 0$ . Από τη σχέση (3) για το *SINR*:

$$r_1 = \frac{G_{11}}{G_{12}} \frac{p_1}{p_2} \geq \gamma_1 \quad \text{και} \quad r_2 = \frac{G_{22}}{G_{21}} \frac{p_2}{p_1} \geq \gamma_2 \quad (4)$$

Οι ανισότητες της σχέσης (4) γράφονται στην ακόλουθη μορφή:

$$\frac{p_2}{p_1} \geq \frac{1}{\gamma_1} \frac{G_{11}}{G_{12}} \quad \text{και} \quad \frac{p_2}{p_1} \leq \gamma_2 \frac{G_{21}}{G_{22}} \quad (5)$$

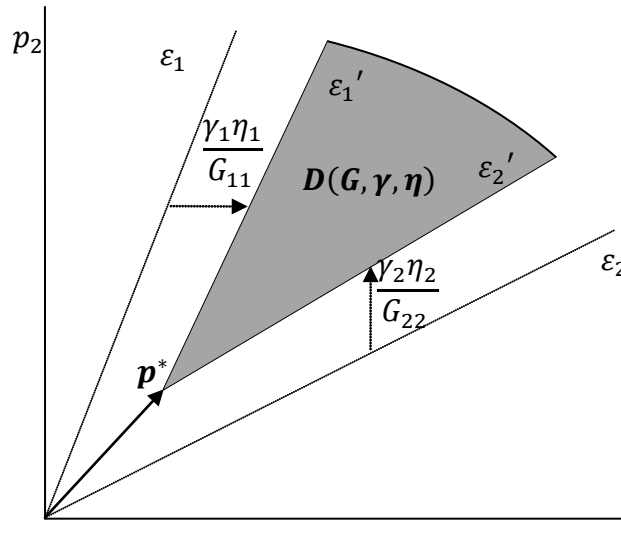
Ορίζουμε ως  $\mathbf{D}(\mathbf{G}, \boldsymbol{\gamma})$  το σύνολο τιμών της στιγμιαίας ισχύος  $\mathbf{p} = (p_1, p_2)$  των δύο ζεύξεων, όπου  $\boldsymbol{\gamma} = (\gamma_1, \gamma_2, \dots, \gamma_N)$  και

$$\varepsilon_1 = \frac{1}{\gamma_1} \frac{G_{11}}{G_{12}} \quad \text{και} \quad \varepsilon_2 = \gamma_2 \frac{G_{21}}{G_{22}} \quad (6)$$

οι κλίσεις γραφικής παράστασης  $p_2 = f(p_1)$  για τα διαφορετικά  $\gamma_i$ . Γραφικά, το σύνολο τιμών της ισχύος  $\mathbf{D}$  αντιστοιχεί στην περιοχή που ορίζεται από τις ημιευθείες  $\varepsilon_1$  και  $\varepsilon_2$  στις Εικόνας 3. Συμπεραίνουμε τα εξής:



- 1)  $\varepsilon_1 > \varepsilon_2$  τότε το  $\mathbf{D}$  είναι κώνος. Κάθε αύξηση στο  $\gamma_i$  και στο  $G_{ij}, i \neq j$  και μείωση στο  $G_{ii}$  έχει ως αποτέλεσμα τη μείωση της περιοχής  $\mathbf{D}(\mathbf{G}, \boldsymbol{\gamma})$ .
- 2)  $\varepsilon_1 = \varepsilon_2$ , τότε το  $\mathbf{D}$  γίνεται ημιευθεία. Συνεπώς το  $\mathbf{p}$  περιορίζεται σε μια τιμή και το σύστημα κρίνεται ασταθές.
- 3)  $\varepsilon_1 < \varepsilon_2$ , τότε το  $\mathbf{D}$  είναι το κενό και δεν υπάρχει κάποια ισχύς  $\mathbf{p}$  που να ικανοποιεί τη σχέση (4).



Εικόνα 2: Περιοχή συνόλου τιμών της ισχύος  $\mathbf{D}(\mathbf{G}, \boldsymbol{\gamma}, \boldsymbol{\eta})$ -σκιασμένη περιοχή- του δικτύου της Εικόνας 1. Η περιοχή τιμών του  $\mathbf{p} = (p_1, p_2)$  είναι κώνος με όρια τις ευθείες που με κλίσεις τα  $\varepsilon_1$  και  $\varepsilon_2$  και ικανοποιεί τις σχέσεις της (4). Η κορυφή του κώνου είναι η βέλτιστη ισχύς  $\mathbf{p}^*$

Ακολουθώς, μελετούμε την περίπτωση όπου ο θερμικός θόρυβος δεν είναι μηδενικός, δηλαδή  $(\eta_1, \eta_2) \neq \mathbf{0}$ . Τότε οι εξισώσεις παίρνουν τη μορφή:

$$G_{11}p_1 - \gamma_1 G_{12}p_2 \geq \gamma_1 \eta_1 \quad \text{και} \quad G_{22}p_2 - \gamma_2 G_{21}p_1 \geq \gamma_2 \eta_2 \quad (7)$$

Το νέο σύνολο τιμών του  $\mathbf{p}$ , το  $\mathbf{D}(\mathbf{G}, \boldsymbol{\gamma}, \boldsymbol{\eta})$ , είναι συνάρτηση του πίνακα κέρδους  $\mathbf{G}$ , του λόγου σήματος προς συνολική παρεμβολή  $\boldsymbol{\gamma}$  καθώς και του θερμικού θορύβου  $\boldsymbol{\eta}$ . Η περιοχή του συνόλου τιμών για τις δύο ζεύξεις φαίνεται γραφικά στην Εικόνα 3, στην οποία παρατηρούμε τα ακόλουθα:

- 1) Η κορυφή του κώνου του πεδίου τιμών, η  $\mathbf{p}^*$ , είναι η βέλτιστη ισχύς. Για κάθε επιτρεπτό  $\mathbf{p} \neq \mathbf{p}^*$  θα ισχύει  $\mathbf{p} \geq \mathbf{p}^*$ , όπου η διανυσματική ανισότητα αναφέρεται στις αντίστοιχες συνιστώσα των διανυσμάτων.
- 2) Λαμβάνοντας υπόψη το θερμικό θόρυβο  $(\eta_1, \eta_2)$ , οι ημιευθείες με κλίσεις  $\varepsilon_1$  και  $\varepsilon_2$  μετατοπίζονται κατά  $\frac{\gamma_1 \eta_1}{G_{11}}$  και κατά  $\frac{\gamma_2 \eta_2}{G_{22}}$  αντίστοιχα μειώνοντας το σύνολο τιμών  $\mathbf{D}(\mathbf{G}, \boldsymbol{\gamma}, \boldsymbol{\eta})$ .
- 3) Το  $\mathbf{p}^*$  απομακρύνεται από το μηδέν αφού είναι  $p_i^* \geq \frac{\gamma_i \eta_i}{G_{ii}}, \forall i \in N$ .

### 2.2.3 Γενίκευση προβλήματος διαχείρισης ισχύος για κίνηση συνεχούς ροής

Στην ανάλυση που πραγματοποιήθηκε στο Κεφάλαιο 2.2.2 αναφερθήκαμε στην περίπτωση που δύο ζεύξεις παρεμβάλλουν ενεργά η μία την άλλη. Όταν έχουμε  $N > 2$  τότε ο χώρος του  $\mathbf{D}(\mathbf{G}, \boldsymbol{\gamma}, \boldsymbol{\eta})$  γίνεται  $N$ -διάστατος.

Θέτοντας:

$$\mathbf{u} = \left( \frac{\gamma_1 \eta_1}{G_{11}}, \frac{\gamma_2 \eta_2}{G_{22}}, \dots, \frac{\gamma_N \eta_N}{G_{NN}} \right) \quad (8)$$

και  $\mathbf{F} = [F_{ij}]$ , όπου:

$$F_{ij} = \begin{cases} 0, & i = j \\ \frac{\gamma_i G_{ij}}{G_{ii}}, & i \neq j \end{cases}$$

η σχέση (3) γράφεται σε μορφή πίνακα ως εξής:

$$(\mathbf{I} - \mathbf{F})\mathbf{p} \geq \mathbf{u} \text{ και } \mathbf{p} > \mathbf{0} \quad (9)$$

Ορίζουμε  $\mathbf{p} > \mathbf{0}$  όταν  $p_i > 0, \forall i \in N$ , δηλαδή κάθε συνιστώσα του διανύσματος  $\mathbf{p} = (p_1, p_2, \dots, p_N)$  να είναι θετική. Χρησιμοποιούμε τη θεωρία των Perron–Frobenius [7,8] για μη αρνητικούς πίνακες, δηλαδή αυτούς που τα στοιχεία τους έχουν μόνο μηδενικές ή θετικές τιμές, για να αποδείξουμε την ύπαρξη διανύσματος ισχύος  $\mathbf{p}$  και συνεπώς της λύσης της (4). Ο πίνακας  $\mathbf{F}$  είναι μη αρνητικός και επιπλέον, καθώς υποθέτουμε ότι δεν υπάρχουν απομονωμένες ζεύξεις που δεν αλληλεπιδρούν μεταξύ τους, είναι αμείωτος (δεν απλοποιείται σε μη αλληλεπιδρώντα δίκτυα). Τότε, η μέγιστη ιδιοτιμή  $\rho_F$  του πίνακα  $\mathbf{F}$  είναι πραγματική, απλή και θετική καθώς και τα στοιχεία του αντίστοιχου πίνακα ιδιοτιμών είναι θετικά. Οι ακόλουθες ισοδύναμες προτάσεις πρέπει να ισχύουν προκειμένου να υπάρχει λύση στην εξίσωση (4):

- 1) Να υπάρχει  $\mathbf{p} > \mathbf{0}$  τέτοιο ώστε  $(\mathbf{I} - \mathbf{F})\mathbf{p} \geq \mathbf{u}$

2) Να είναι η μέγιστη ιδιοτιμή  $\rho_F < 1$ , ώστε το σύστημα να είναι σταθερό και να συγκλίνει

3) Το  $(\mathbf{I} - \mathbf{F})^{-1} = \sum_{k=0}^{\infty} \mathbf{F}^k$  υπάρχει και είναι όλα τα στοιχεία του θετικά

Εάν τελικά η εξίσωση (4) έχει λύση, ο πίνακας  $(\mathbf{I} - \mathbf{F})$  είναι αντιστρέψιμος και η βέλτιστη λύση σε αυτή την περίπτωση είναι η ακόλουθη:

$$\mathbf{p}^* = (\mathbf{I} - \mathbf{F})^{-1} \mathbf{u} \quad (10)$$

Όμως, είναι εφικτό να βρούμε κάποιο  $\mathbf{p}^*$  το οποίο ικανοποιεί τη σχέση (5) χωρίς να γνωρίζουμε τα κέρδη των ζευξέων  $\mathbf{G}$  καθώς και το θερμικό θόρυβο  $\boldsymbol{\eta}$  της κάθε ζεύξης; Αυτή η περίπτωση θα ήταν ιδανική καθώς θα μπορούσε ο κάθε δέκτης αυτόνομα να υπολογίσει την ισχύ του χωρίς να μεσολαβήσει επικοινωνία με τις άλλες ζεύξεις. Οι Foschini και Miljanic [7] εισήγαγαν το πρόβλημα ελέγχου ισχύος σε δίκτυα που μεταδίδουν κίνηση συνεχούς ροής. Ο καταναμημένος αλγόριθμος ελέγχου ισχύος DPC (*Distributed Power Control*) βασίζεται στην ακόλουθη λογική:

1. Εξετάζουμε το SINR του δέκτη κατά τη διάρκεια της προηγούμενης χρονοθυρίδας (θεωρούμε ότι το SINR παραμένει σταθερό και αμετάβλητο κατά τη διάρκεια αυτής της χρονοθυρίδας).
2. Αν το  $\gamma_i$  είναι μεγαλύτερο από το SINR που παρατηρήθηκε στην προηγούμενη χρονοθυρίδα τότε ο πομπός αυξάνει την ισχύ. Αλλιώς μειώνει τη στιγμιαία ισχύ καθώς είναι δυνατόν να επιτευχθεί το επίπεδο της ποιότητας υπηρεσίας με μικρότερη ισχύ εκπομπής σε σχέση με αυτή που χρησιμοποιήθηκε στην προηγούμενη χρονοθυρίδα.

Ο αλγόριθμος DPC, μαθηματικά, εκφράζεται από την ακόλουθη σχέση:

$$p_i(k+1) = \frac{\gamma_i}{r_i(k)} p_i(k) \quad (11)$$

όπου το  $i = 1, 2, \dots, N$  και το  $k = 1, 2, \dots$ , με  $k$  αναπαρίσταται ο αριθμός της χρονοθυρίδας.

Ο αλγόριθμος DPC έχει συγκριθεί στο [2] με τους αλγορίθμους PCMA, οι οποίοι λαμβάνουν υπ' όψιν τις δυνατότητες που εμφανίζει η μετάδοση πακέτου, και η επίδοσή του κρίθηκε χειρότερη ως προς τη χωρητικότητα. Για τις ανάγκες της παρούσας μελέτης, η ανωτέρω ανάλυση μας επιτρέπει να καταλάβουμε τη δυναμική του δικτύου όταν κάθε ζεύξη προσπαθεί να επιτύχει ένα ζητούμενο λόγο SINR ανεξάρτητα του πόσο υψηλή είναι η παρεμβολή στο ασύρματο κανάλι.

## 2.3 ΒΕΛΤΙΣΤΗ ΑΠΟΜΑΚΡΥΝΣΗ ΠΑΚΕΤΩΝ ΑΠΟ ΤΗΝ ΕΝΔΙΑΜΕΣΗ ΜΝΗΜΗ

### 2.3.1 Περιγραφή και ανάλυση προβλήματος

Θεωρούμε μία ασύρματη ζεύξη μεταξύ ενός πομπού και ενός δέκτη η οποία λειτουργεί σε διακριτό χρόνο (*slotted time*)  $n \in \{1, 2, 3, \dots\}$ . Στον πομπό υπάρχει μια ουρά προτεραιότητας FIFO στην οποία αποθηκεύονται προσωρινά τα εισερχόμενα πακέτα προτού αποσταλούν στο δέκτη. Έστω το κέρδος της ζεύξης  $g_n$ , το οποίο ορίζεται ως το κλάσμα της ισχύος που φθάνει από τον πομπό στο δέκτη λόγω απωλειών στο ασύρματο κανάλι, και  $i_n$  η παρεμβολή στον δέκτη, συμπεριλαμβανομένου του θερμικού θορύβου. Θεωρούμε το πηλίκο τους  $\zeta_n = \frac{i_n}{g_n}$ , δηλαδή την παρεμβολή του δέκτη **ανηγμένη στον πομπό**. Αν  $p_n$  είναι η ισχύς που χρησιμοποιεί ο πομπός κατά τη διάρκεια της  $n$ -στής χρονοθυρίδας, τότε ο λόγος σήματος προς τη συνολική παρεμβολή στο δέκτη είναι  $SINR_n = \frac{p_n g_n}{i_n} = \frac{p_n}{\zeta_n}$ .

Εφόσον ο πομπός επιλέγει την ισχύ εκπομπής, γνωρίζοντας την ανηγμένη παρεμβολή  $\zeta_n$  μπορεί να εκτιμήσει το  $SINR$  στο δέκτη. Η ανηγμένη παρεμβολή  $\zeta_n$  θεωρούμε ότι παραμένει σταθερή κατά τη διάρκεια της χρονοθυρίδας μετάδοσης. Επιπλέον, θεωρούμε ότι εξελίσσεται σε διαδοχικές χρονοθυρίδες ως μια τυχαία διαδικασία σύμφωνα με μια *χρονικά ομογενή και αμείωτη αλυσίδα Markov* η οποία παίρνει τιμές σε ένα σύνολο καταστάσεων ανηγμένης παρεμβολής  $Z$ . Η πιθανότητα μετάβασης ορίζεται ως  $P[\zeta_{n+1} = \kappa | \zeta_n = \zeta] = q_{\zeta\kappa}$  από την κατάσταση  $\zeta \in Z$  στην κατάσταση  $\kappa \in Z$ . Επιπλέον, θεωρούμε τη στάσιμη κατανομή  $\pi_\zeta$  για την κατάσταση  $\zeta \in Z$ .

Εάν η ανηγμένη παρεμβολή του δέκτη στον πομπό ισούται με  $\zeta$  και η ισχύς που απαιτείται τη μετάδοση του πακέτου είναι  $p$ , τότε ο δέκτης επιτυχώς λαμβάνει το πακέτο με πιθανότητα  $s(p, \zeta)$ . Υποθέτουμε ότι το ενδεχόμενο επιτυχούς λήψης του πακέτου σε κάθε χρονοθυρίδα είναι στατιστικά ανεξάρτητη από την επιτυχή λήψη των άλλων πακέτων και από τις μεταβάσεις της τυχαίας διαδικασίας που περιγράφει την παρεμβολή. Αναμένουμε ότι η πιθανότητα επιτυχούς μεταδόσεως πακέτου  $s(p, \zeta)$  (α) αυξάνεται εάν αυξήσουμε την ισχύ  $p$  για δεδομένη παρεμβολή, και (β) μειώνεται καθώς αυξάνεται η ανηγμένη παρεμβολή  $\zeta$  για δεδομένη ισχύ.

Αν το πακέτο μεταδοθεί και ληφθεί επιτυχώς στο δέκτη, τότε αφαιρείται άμεσα από την ενδιάμεση μνήμη του πομπού. Αν το πακέτο δεν ληφθεί επιτυχώς, τότε πακέτο

παραμένει στην ουρά του πομπού ώστε να επανεκπεμφθεί στις επόμενες χρονοθυρίδες, μέχρι την ορθή λήψη από το δέκτη.

Θεωρούμε ότι ο πομπός ειδοποιείται άμεσα για την επιτυχή ή μη λήψη του πακέτου στο τέλος κάθε χρονοθυρίδας στην οποία έκανε προσπάθεια αποστολής. Αυτό μπορεί να υλοποιηθεί με ένα μηχανισμό θετικής/αρνητικής επιβεβαίωσης (*ACK/NACK*) μέσα από ένα ξεχωριστό, ανάστροφο κανάλι επικοινωνίας. Ο μηχανισμός επιβεβαίωσης για απλότητα θεωρούμε ότι εκτελείται ακαριαία αμέσως μετά το τέλος της εκπομπής χωρίς λάθη.

Τέλος, ορίζουμε ως  $b_n$  το πλήθος των συσσωρευμένων πακέτων προς αποστολή στην ουρά του πομπού κατά τη διάρκεια της  $n$ -στής χρονοθυρίδας. Υποθέτουμε ότι ο πομπός αρχικά εκτιμά το επίπεδο της ανηγμένης παρεμβολής  $\zeta_n$  στην αρχή της  $n$ -στής χρονοθυρίδας μέσω επικοινωνίας με το δέκτη με τη χρήση του ανάστροφου καναλιού. Ο πομπός επιλέγει την ισχύ  $p_n$  με την οποία θα μεταδώσει το πακέτο που βρίσκεται στην κορυφή της ουράς της ενδιάμεσης μνήμης.

Το πρόβλημα που τίθεται είναι η επιλογή της ισχύος  $p_n$  με την οποία μεταδώσουμε το πακέτο δεδομένων των:

- *Επίπεδου ανηγμένης παρεμβολής  $\zeta_n$  και*
- *Μεγέθους ουράς  $b_n$*

Σε κάθε χρονοθυρίδα  $n$  το σύστημα πρέπει κατά την επιλογή της ισχύος που θα χρησιμοποιήσει να συνυπολογίσει:

- *Το κόστος ισχύος  $p_n$ , που αφορά την ενέργεια που θα ξοδέψει ο πομπός κατά τη διάρκεια της  $n$ -στής χρονοθυρίδας.*
- *Το κόστος  $B(b_n)$  των συσσωρευμένων πακέτων στην ουρά, όπου  $B$  είναι μια αύξουσα και κυρτή συνάρτηση των συσσωρευμένων πακέτων στην ενδιάμεση μνήμη.*

Το σύστημα λειτουργεί μέχρι όλα τα  $M$  πακέτα να μεταδοθούν επιτυχώς και να αδειάσει η ενδιάμεση μνήμη του πομπού. Το συνολικό κόστος της διαδικασίας εκκένωσης της ενδιάμεσης μνήμης υπολογίζεται ως το άθροισμα του μερικού κόστους που προκύπτει σε κάθε μία χρονοθυρίδα. Ο στόχος είναι να ελαχιστοποιηθεί το συνολικό αναμενόμενο κόστος ελέγχοντας τις τιμές της ισχύος  $\{p_1, p_2, \dots, p_n, \dots\}$  σε κάθε μία χρονοθυρίδα ξεχωριστά.

Η μοντελοποίηση του παραπάνω προβλήματος γίνεται με τη βοήθεια του δυναμικού προγραμματισμού [8]. Ας θέσουμε  $V(b, \zeta)$  το ελάχιστο κόστος που απαιτείται με τη χρήση ιδανικής ισχύος μέχρι η ενδιάμεση μνήμη να αδειάσει εάν το σύστημα

ξεκίνησε με ουρά πακέτων αριθμού  $b$  και παρεμβολή τιμής  $\zeta$ . Τότε, η αναδρομική σχέση δυναμικού προγραμματισμού που ικανοποιείται από το κόστος  $V(b, \zeta)$  είναι:

$$V(b, \zeta) = \inf_{p \geq 0} \left\{ p + B(b) + s(p, \zeta) \left[ \sum_{\kappa \in Z} q_{\zeta\kappa} V(b-1, \kappa) \right] + (1 - s(p, \zeta)) \sum_{\kappa \in Z} q_{\zeta\kappa} V(b, \kappa) \right\} \quad (12)$$

όπου  $V(0, \zeta) = 0$  για κάθε  $\zeta \in Z$ .

Εξετάζοντας την παραπάνω σχέση, παρατηρούμε ότι το συνολικό κόστος αποτελείται από τις συνιστώσες  $p + B(b)$  που αφορούν την τρέχουσα χρονοθυρίδα συν το κόστος από τις μελλοντικές χρονοθυρίδες που εκφράζεται μέσω των δύο αθροισμάτων: αν το πακέτο μεταδοθεί επιτυχώς (με πιθανότητα  $s(p, \zeta)$ ), αφαιρείται από την ουρά και στο συνολικό κόστος προστίθεται το κόστος της κατάστασης που αντιστοιχεί σε στο επίπεδο παρεμβολής της επόμενης χρονοθυρίδας με ένα πακέτο λιγότερο στην ενδιάμεση μνήμη. Αν το πακέτο αποτύχει να μεταδοθεί – με πιθανότητα  $1 - s(p, \zeta)$  – στο συνολικό κόστος προστίθεται το κόστος της κατάστασης που αντιστοιχεί στο μελλοντικό επίπεδο παρεμβολής αλλά με τον ίδιο αριθμό πακέτων στην ουρά.

Σε μία εναλλακτική μορφή η σχέση γράφεται ως εξής :

$$V(b, \zeta) = \inf_{p \geq 0} \left\{ p + B(b) - s(p, \zeta) \left[ \sum_{\kappa \in Z} q_{\zeta\kappa} [V(b, \kappa) - V(b-1, \kappa)] \right] + \sum_{\kappa \in Z} q_{\zeta\kappa} V(b, \kappa) \right\} \quad (13)$$

για κάθε ουρά μήκους  $b$  πακέτων και για κάθε ανηγμένη παρεμβολή  $\zeta \in Z$ .

Αναμένουμε ότι  $V(b, \kappa) \geq V(b-1, \kappa)$  για κάθε  $b > 0$  και κάθε  $\kappa \in Z$ , δηλαδή αρχίζοντας από υψηλότερο αριθμό πακέτων στην ουρά και ίδια κατάσταση στο κανάλι, θα έχουμε και υψηλότερο συνολικά κόστος.

Η επίλυση της παραπάνω αναδρομικής σχέσης δίνει τη βέλτιστη ισχύ  $p^*(b, \zeta)$  ως συνάρτηση της κατάστασης  $(b, \zeta)$  του συστήματος σε κάθε χρονοθυρίδα, η οποία ελαχιστοποιεί το αναμενόμενο κόστος μετάδοσης των πακέτων που βρίσκονται στον πομπό. Αν, δηλαδή, στη χρονοθυρίδα  $n$  υπάρχουν ως  $b_n$  πακέτα στο πομπό και η ανηγμένη παρεμβολή είναι ίση με  $\zeta_n$ , θα χρησιμοποιηθεί η ισχύς εκπομπής  $p_n = p^*(b_n, \zeta_n)$ .

Συνολικά, οι βέλτιστες τιμές ισχύος  $p^*(b, \zeta)$  εξαρτώνται από τον αριθμό των πακέτων στην ουρά  $b$ , το επίπεδο της παρεμβολής που η ζεύξη βλέπει στο κανάλι επικοινωνίας και τη δυναμική της εξέλιξης της (δηλαδή τις πιθανότητες μετάπτωσης  $q_{\zeta\kappa}$ ).

Εάν υπήρχε διαθέσιμο ένα στατιστικό προφίλ του καναλιού επικοινωνίας, δηλαδή αν ήταν γνωστές οι πιθανότητες μετάβασης  $\{q_{\zeta\kappa}, \zeta, \kappa \in Z\}$ , και η συνάρτηση πιθανότητας επιτυχούς αποστολής πακέτου  $s(p, \zeta)$ , ο σχεδιαστής του συστήματος θεωρητικά θα μπορούσε να λύσει εκ των προτέρων την παραπάνω αναδρομική εξίσωση αριθμητικά και να καταχωρίσει σε ένα πίνακα αναζήτησης (*look-up table*) τις τιμές της βέλτιστης ισχύος εκπομπής που θα πρέπει να χρησιμοποιηθούν. Έτσι, σε κάθε χρονοθυρίδα, ο πομπός θα συμβουλευόταν τον πίνακα με βάση την κατάσταση της ουράς του και την κατάσταση της ασύρματης ζεύξης για να αποφασίσει την ισχύ εκπομπής του.

Οι αναδρομικές σχέσεις του δυναμικού προγραμματισμού σπάνια μπορούν να επιλυθούν αναλυτικά σε κλειστή μορφή. Σε ένα δυναμικό περιβάλλον, όπως για παράδειγμα των κινητών επικοινωνιών, με αλληλεπιδράσεις μεταξύ εκπομπών διαφορετικών ζεύξεων, η εκ των προτέρων γνώση των στατιστικών της παρεμβολής είναι πρακτικά αδύνατη. Επιπλέον, δύσκολη παραμένει η εκτίμηση των στατιστικών και η αριθμητική επίλυση σε πραγματικό χρόνο των εξισώσεων του δυναμικού προγραμματισμού.

Για αυτούς τους λόγους, θα προχωρήσουμε στη συνέχεια στην ανάλυση των ιδιοτήτων της λύσης του προβλήματος, οι οποίες θα μας επιτρέψουν να αποφύγουμε την απ' ευθείας επίλυση της αναδρομικής εξίσωσης (13). Αντ' αυτής, θα επικεντρωθούμε στο σχεδιασμό πολιτικών εκπομπής βασισμένες σε ευρετικές τεχνικές, οι οποίες βασίζονται στις ιδιότητες της βέλτιστης ισχύος εκπομπής, όπως προκύπτουν από τη θεωρητική ανάλυση.

### 2.3.2 Η παρεμβολή ως ακολουθία ανεξαρτήτων ομοίων τυχαίων μεταβλητών

Μια ειδική περίπτωση που απλοποιεί σημαντικά τη μαθηματική επεξεργασία της (13) αποτελεί η παρεμβολή η οποία σε διάφορες χρονοθυρίδες είναι στατιστικά ανεξάρτητη και ομοίως κατανομημένη (i.i.d.).

Υποθέτοντας ότι τα επίπεδα παρεμβολής σε διάφορες χρονοθυρίδες είναι ανεξάρτητα και ομοίως κατανομημένα, οι πιθανότητες μετάβασης σε διαδοχικές χρονοθυρίδες ταυτίζονται με τη στάσιμη κατανομή της διαδικασίας, δηλαδή  $q_{\zeta\kappa} = \pi_{\zeta}$  για κάθε  $\zeta, \kappa \in Z$ , και η εξίσωση (13) παίρνει τη μορφή:

$$V(b, \zeta) = \inf_{p \geq 0} \left\{ p + B(b) - s(p, \zeta) \left[ \sum_{\kappa \in Z} \pi_{\zeta} [V(b, \kappa) - V(b-1, \kappa)] \right] + \sum_{\kappa \in Z} \pi_{\zeta} V(b, \kappa) \right\} \quad (14)$$

η οποία ανάγεται στη μορφή:

$$V(b, \zeta) = \inf_{p \geq 0} \{ p - s(p, \zeta)X(b) + Y(b) \} \quad (15)$$

όπου

$$X(b) = \inf_{p \geq 0} \sum_{\kappa \in Z} \pi_{\zeta} [V(b, \kappa) - V(b-1, \kappa)] \quad (16)$$

και

$$Y(b) = \inf_{p \geq 0} B(b) + \sum_{\kappa \in Z} \pi_{\zeta} V(b, \kappa) \quad (17)$$

Ισχύει ότι  $X(b) \geq 0$  καθώς  $V(b, k) \geq V(b-1, k)$  για όλα τα  $b > 0$  και  $k \in Z$ .

### 2.3.3 Συνάρτηση Πίεσης Συσσωρευμένων Πακέτων

Ονομάζουμε τη συνάρτηση  $X(b)$ , όπως αυτή ορίζεται στη σχέση (16), *συνάρτηση πίεσης συσσωρευμένων πακέτων στην ουρά του πομπού* και εκφράζει την πίεση που ασκείται στον πομπό για τη μετάδοση των πακέτων που υπάρχουν στην ουρά αναμονής. Στην παρούσα ενότητα θα αναλύσουμε τις ιδιότητες της συνάρτησης αυτής, οι οποίες χρησιμοποιούνται στο Κεφάλαιο 3 για την εξαγωγή της με τη χρήση στατιστικών:

- Η συνάρτηση πίεσης συσσωρευμένων πακέτων  $X(b)$  είναι θετική. Αυτό ισχύει καθώς  $V(b, k) \geq V(b-1, k)$  για όλα τα  $b > 0$  και  $k \in Z$ .
- Η συνάρτηση πίεσης είναι γνησίως αύξουσα. Πιο αναλυτικά η συνάρτηση (16) αναλύεται ως εξής:

$$X(b) = \inf_{p \geq 0} \sum_{\kappa \in Z} \pi_{\zeta} \{ B(b) - B(b-1) + s(p, \zeta)X(b-1) + [1 - s(p, \zeta)]X(b) \} \quad (18)$$

Όπως παρατηρούμε από τη σχέση (18) η συνάρτηση  $X(b)$  εκφράζεται ως διαφορά τιμών της συνάρτησης  $B(b)$ . Εφόσον η  $B(b)$ , όπως έχει οριστεί παραπάνω, είναι κυρτή με τον αριθμό των συσσωρευμένων πακέτων  $b$  τότε η  $X(b)$  θα είναι γνησίως αύξουσα.



## 2.4 ΒΕΛΤΙΣΤΗ ΙΣΧΥΣ ΓΙΑ ΡΙΠΙΑΙΑ ΚΙΝΗΣΗ

Η γενική απαίτηση για την συνάρτηση επιτυχίας μετάδοσης  $s(p, \zeta)$  σε οποιοδήποτε ασύρματο σύστημα ψηφιακών επικοινωνιών είναι να αυξάνεται με την ισχύ  $p$  και μειώνεται με την ανηγμένη παρεμβολή  $\zeta$ . Για να γίνει η ανάλυση πιο συγκεκριμένη, θα εξετάσουμε δύο ειδικές μορφές της συνάρτησης επιτυχίας οι οποίες χρησιμοποιούνται σε αρκετά πρότυπα ασύρματης μετάδοσης και περιγράφουν την πιθανότητα επιτυχίας μετάδοσης βάσει του SINR στο δέκτη της ζεύξης. Για απλότητα, θεωρούμε ότι το  $p$  επιλέγεται στο πεδίο  $[0, \infty)$ , δηλαδή χωρίς περιορισμό μέγιστης ισχύος εκπομπής. Οι συναρτήσεις επιτυχίας εκφράζουν τη ρυθμαπόδοση του καναλιού, δηλαδή πόσα πακέτα αναμένεται να αποσταλούν επιτυχώς σε ένα αριθμό χρονοθυρίδων.

Οι συναρτήσεις επιτυχίας μετάδοσης ή ρυθμαπόδοσης  $s(p, \zeta)$  διαφοροποιούνται ανάλογα με το σύστημα επικοινωνιών και την τεχνολογία (από)κωδικοποίησης του πομπού και του δέκτη και μπορούν να προσδιοριστούν είτε με μαθηματική ανάλυση του συστήματος ψηφιακής επικοινωνίας στις απλές περιπτώσεις, είτε πειραματικά με μετρήσεις ή προσομοιώσεις.

Στα επόμενα, θα υποθέσουμε τις δύο πρότυπες μορφές συνάρτησης επιτυχίας που είχαν εξεταστεί στα [1-2] στην παρουσίαση της μεθοδολογίας εύρεσης της συνάρτησης ελέγχου ισχύος και θα αξιολογήσουμε τις επιδόσεις των αλγορίθμων που προκύπτουν. Όμως, θα πρέπει να είναι σαφές ότι η μεθοδολογία ανάλυσης που ακολουθείται για τις δύο πρότυπες μορφές είναι γενικεύεται άμεσα για εφαρμογή σε οποιοδήποτε άλλο ψηφιακό ασύρματο σύστημα με διαφορετική συνάρτηση  $s(p, \zeta)$ .

### 2.4.1 Βέλτιστη ισχύς για Ρυθμαπόδοση $I^{ns}$ Περίπτωσης

Θεωρούμε την ακόλουθη συνάρτηση ρυθμαπόδοσης που προσεγγίζει την πιθανότητα σφάλματος συμβόλου για κωδικοποιήσεις BPSK και DPSK σε κανάλι με διαλείψεις Rayleigh [9]:

$$s_1(p, \zeta) = \frac{p}{\alpha p + \beta \zeta} = \frac{\frac{p}{\zeta}}{\alpha \frac{p}{\zeta} + \beta}, \quad (19)$$

όπου  $\alpha \geq 1$  και  $\beta \geq 0$  ώστε να είναι πάντα  $s_1(p, \zeta) < 1$ . Αντικαθιστώντας στην εξίσωση (14) και εκτελώντας την ελαχιστοποίηση μέσω παραγωγίσιμης ως προς  $p$  προκύπτει η βέλτιστη ισχύς εκπομπής:

$$p_1^*(b, \zeta) = \begin{cases} \frac{1}{a}(\sqrt{\beta X(b)\zeta} - \beta\zeta), & \zeta \leq \frac{X(b)}{\beta} \\ 0, & \zeta > \frac{X(b)}{\beta} \end{cases} \quad (20)$$

Η συνάρτηση (20) εκφράζει την καμπύλη ισχύος για μια συγκεκριμένη τιμή της συνάρτησης πίεσης  $X(b)$ , η οποία χωρίζεται σε τρεις περιοχές (Γράφημα 1):

- στην **επεκτατική** περιοχή (*aggressive*) στην οποία η ισχύς *αυξάνει* με την παρεμβολή, για χαμηλές τιμές της παρεμβολής αριστερά του σημείου μεγιστοποίησης ( $P_{max}, \zeta$ ),
- στην περιοχή **ήπιας υποχώρησης** (*soft back-off*) στην οποία, καθώς η παρεμβολή έχει υψηλές τιμές, έχουμε μετάδοση των πακέτων με τιμή ισχύος που *φθίνει* με την παρεμβολή, δεξιά του σημείου ( $P_{max}, \zeta$ ) μέχρι το μηδενισμό της ισχύος),
- στην περιοχή **απόλυτης υποχώρησης** (*hard back-off*) (στην οποία δε μεταδίδονται πακέτα λόγω του ιδιαίτερα υψηλού επιπέδου παρεμβολής στο κανάλι).

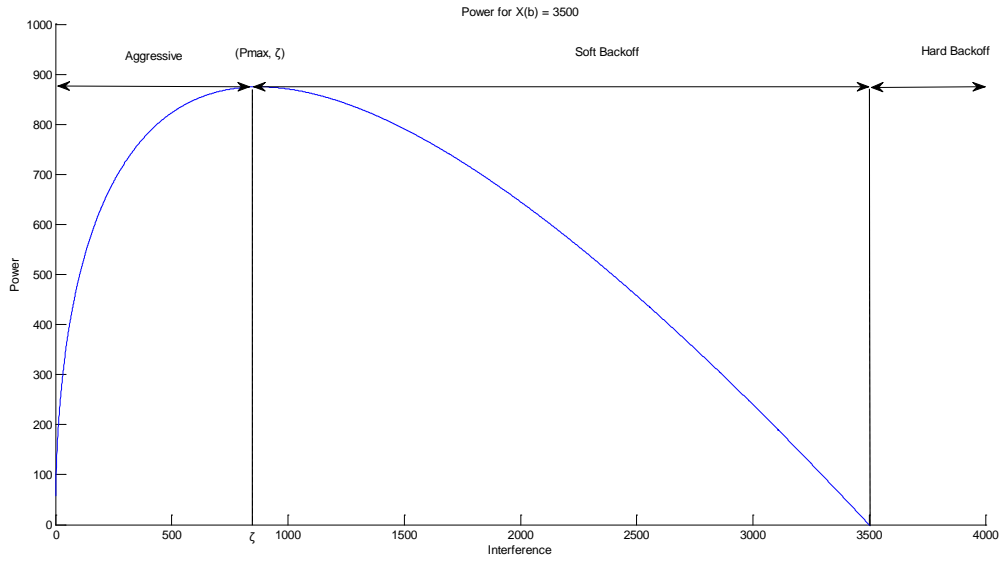
Η συμπεριφορά της συνάρτησης ισχύος (19) μεταβάλλεται επίσης σε σχέση με την τιμή της συνάρτησης πίεσης  $X(b)$ . Συγκεκριμένα, αφού η συνάρτηση ισχύος είναι αύξουσα, η βέλτιστη ισχύς αυξάνεται για μεγαλύτερες τιμές της συνάρτησης πίεσης  $X(b)$ . Επιπλέον, οι περιοχές λειτουργίας μεταβάλλονται για διαφορετικές τιμές της συνάρτησης πίεσης  $X(b)$ . Πιο συγκεκριμένα, παραγωγίζοντας τη συνάρτηση (19) ως προς την παρεμβολή  $\zeta$ :

$$\zeta_{p=max} = \frac{X(b)}{4\beta} \quad (21)$$

Συνεπώς, αυξάνεται η επεκτατική περιοχή αυξανόμενου του  $X(b)$ . Τελικά, μεταβάλλεται και η περιοχή ήπιας υποχώρησης καθώς από τη συνάρτηση (19) η περιοχή εκτείνεται μέχρι το σημείο

$$\zeta_{p=0} = \frac{X(b)}{\beta} \quad (22)$$

Στο Γράφημα (2) φαίνεται η καμπύλη ισχύος για διαφορετικές τιμές της  $X(b)$ .



Γράφημα 1: Περιοχές λειτουργίας καναλιού σε σχέση με την παρεμβολή για  $X(b) = 3500$  με  $\alpha = \beta = 1$ . Κανάλι με ρυθμαπόδοση  $s_1$

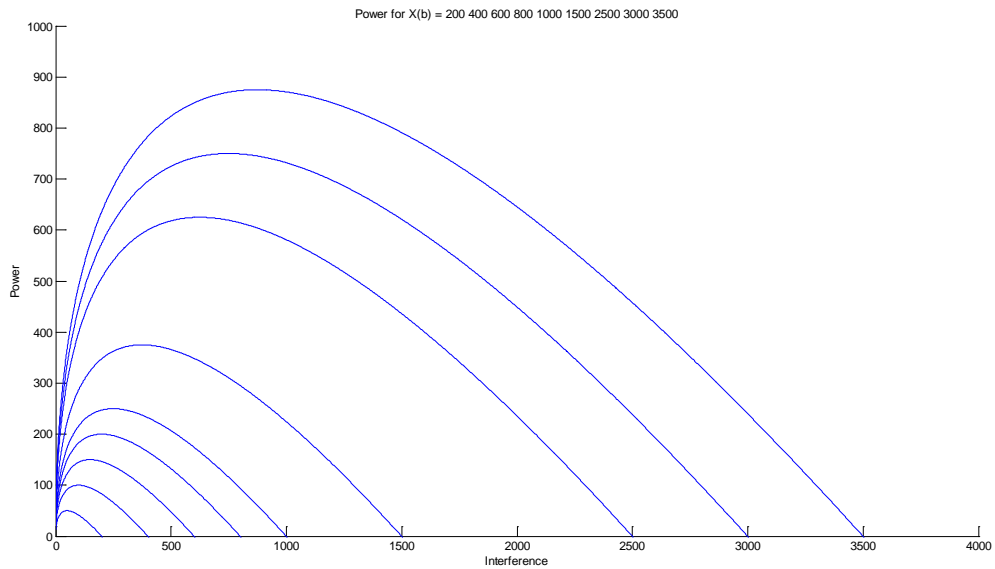
#### 2.4.2 Βέλτιστη ισχύς για Ρυθμαπόδοση $2^{ns}$ Περίπτωσης

Σαν μια δεύτερη περίπτωση, εξετάζουμε την ακόλουθη συνάρτηση επιτυχίας η οποία αντιστοιχεί στην πιθανότητα επιτυχούς λήψης σε ετερώδυνη αποδιαμόρφωση FSK σε κανάλι λευκού θορύβου [10]:

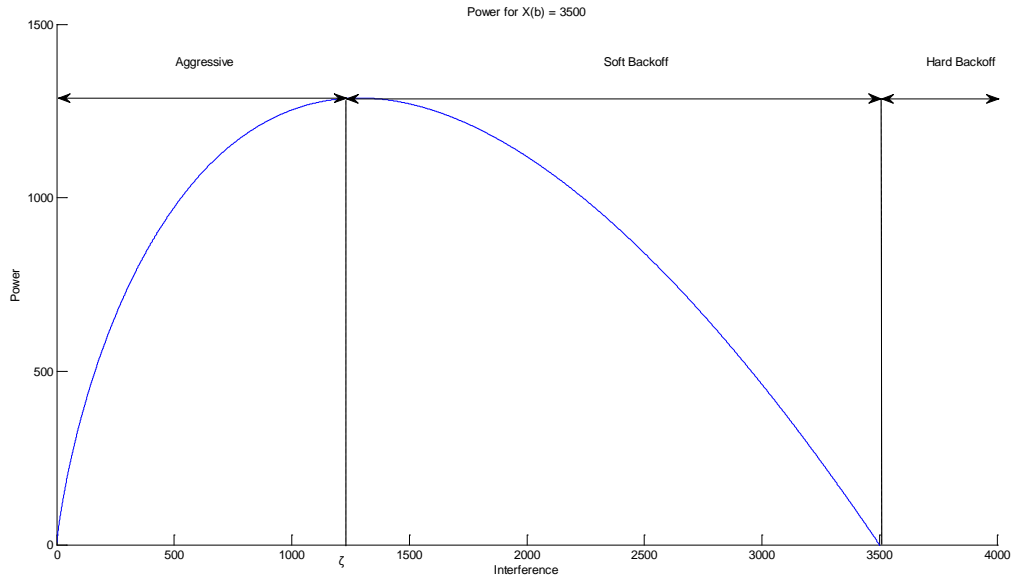
$$s_2(p, \zeta) = 1 - e^{-\delta \frac{p}{\zeta}} \quad (23)$$

όπου  $\delta > 0$  για να είναι  $s_2(p, \zeta) < 1$ . Αντικαθιστώντας στην εξίσωση (14) προκύπτει η συνάρτηση τριών μεταβλητών  $V(b, \zeta, p)$ , την οποία ελαχιστοποιώντας παραγωγίζοντας ως προς  $p$  δίνει:

$$p_2^*(b, \zeta) = \begin{cases} \frac{\zeta}{\delta} \ln \frac{\delta X(b)}{\zeta} & , \zeta \leq \delta X(b) \\ 0 & , \zeta > \delta X(b) \end{cases} \quad (24)$$



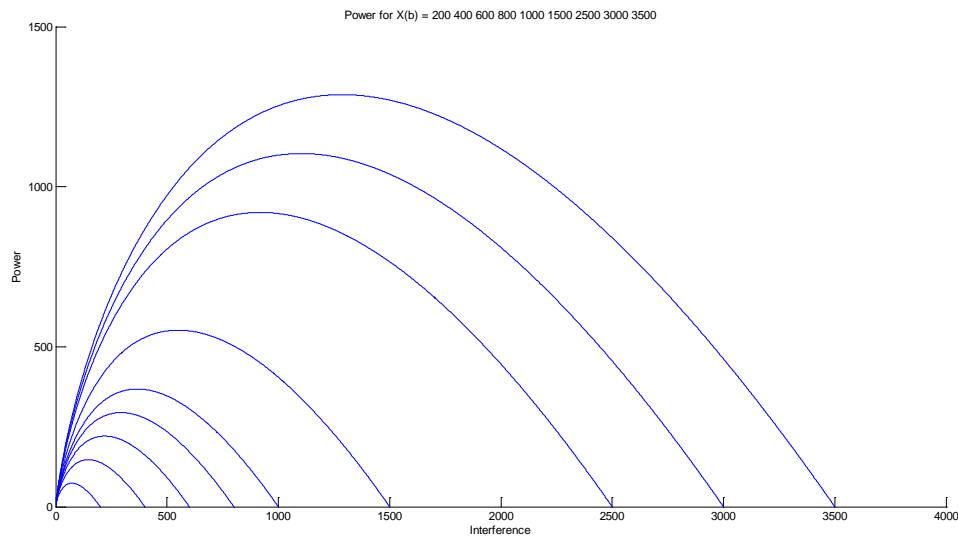
Γράφημα 2: Συνάρτηση στιγμιαίας ισχύος αποστολής πακέτων - συνάρτηση (20) - σε σχέση με την παρεμβολή για διαφορετικές τιμές της συνάρτησης πίεσης  $X(b)$  με  $\alpha = \beta = 1$ . Κανάλι με ρυθμαπόδοση  $s_1$



Γράφημα 3: Περιοχές λειτουργίας καναλιού σε σχέση με την παρεμβολή για  $X(b) = 3500$  με  $\delta = 1$ . Κανάλι με ρυθμαπόδοση  $s_2$

Από τη συνάρτηση (24) σχηματίζεται η καμπύλη ισχύος για τη ρυθμαπόδοση  $s_2$  για συγκεκριμένη τιμή της συνάρτησης πίεσης  $X(b)$ , όπως φαίνεται στο Γράφημα 3, ενώ για διάφορες τιμές της  $X(b)$  σχηματίζονται οι καμπύλες της βέλτιστης ισχύος (Γράφημα 4). Παρατηρούμε ότι τόσο η εξάρτηση ως προς την παρεμβολή, όσο και ως προς τη συνάρτηση πίεσης έχουν παρόμοια χαρακτηριστικά με την προηγούμενη περίπτωση της  $s_1$ , ως προς τις τρεις περιοχές (επεκτατική, ήπιας και απόλυτης υποχώρησης) και την εξάρτηση των σημείων  $\zeta_{p=max}$ , και  $\zeta_{p=0}$  ως προς την πίεση  $X(b)$ .

Γενικότερα, αναμένουμε ότι για οποιαδήποτε ‘εύλογη’ συνάρτηση ρυθμαπόδοσης  $s$ , η συμπεριφορά θα είναι παρόμοια.



Γράφημα 4: Συνάρτηση στιγμιαίας ισχύος αποστολής πακέτων - συνάρτηση (24) - σε σχέση με την παρεμβολή για διαφορετικές τιμές της συνάρτησης πίεσης  $X(b)$  με  $\delta = 1$ . Κανάλι με ρυθμαπόδοση  $s_2$

## ΚΕΦΑΛΑΙΟ 3 : ΑΛΓΟΡΙΘΜΟΙ PCMA ΜΕ ΧΡΗΣΗ ΣΤΑΤΙΣΤΙΚΩΝ

Στο Κεφάλαιο αυτό σχεδιάζονται οι αλγόριθμοι PCMA με τη χρήση στατιστικών και κατόπιν αξιολογείται η λειτουργία τους σε περιβάλλον προσομοίωσης.

### 3.1 ΚΑΤΑΓΡΑΦΗ ΣΤΑΤΙΣΤΙΚΩΝ

Οι αλγόριθμοι που εξετάζονται σε αυτό το κεφάλαιο βασίζονται στην καταγραφή των στατιστικών του καναλιού για την κατάλληλη επιλογή της στιγμιαίας ισχύος στον πομπό. Καταγράφουμε λοιπόν σε ένα πίνακα  $C(n) = [\zeta(n)]$  την κατάσταση της ασύρματης ζεύξης για τις τελευταίες  $N$  χρονοθυρίδες λειτουργίας της, όπου  $\zeta(n)$  η ανηγμένη παρεμβολή της ζεύξης κατά τη διάρκεια της  $n$ -στης χρονοθυρίδας. Οι τιμές αυτού του πίνακα χρησιμοποιούνται για να εξαχθεί η εμπειρική κατανομή, την οποία θα χρησιμοποιήσουμε στα επόμενα ως προσέγγιση της πραγματικής κατανομής  $P[\zeta \leq y]$ : η πιθανότητα η τυχαία μεταβλητή της ανηγμένης παρεμβολής  $\zeta$  να μην υπερβαίνει την τιμή  $y$  ισούται με το κλάσμα των τιμών του πίνακα που είναι μικρότερα ή ίσα του  $y$ .

Στα πειράματα χρησιμοποιήθηκε πίνακας  $N = 1000$  θέσεων για την αποθήκευση των στατιστικών μετρήσεων του καναλιού.

### 3.2 ΣΧΕΔΙΑΣΗ ΑΛΓΟΡΙΘΜΩΝ PCMA

Όπως είδαμε, για να υπολογιστεί η στιγμιαία ισχύς του πομπού είναι απαραίτητο να προσδιοριστεί η συνάρτηση πίεσης συσσωρευμένων πακέτων  $X(b)$  στην ενδιάμεση μνήμη του πομπού. Στο πρόβλημα του δυναμικού προγραμματισμού, όπως διατυπώθηκε στο προηγούμενο κεφάλαιο, η συνάρτηση πίεσης είναι ένα ενδιάμεσο αποτέλεσμα. Η ακριβής μορφή της εξαρτάται από τις παραμέτρους του προβλήματος, δηλαδή τη συνάρτηση κόστους  $B(b)$ , τις παραμέτρους της στοχαστικής διαδικασίας (σύνολο καταστάσεων  $Z$  και πιθανότητες μετάβασης) και τη συνάρτηση ρυθμαπόδοσης  $s$ .

Καθώς δεν είναι δυνατή η επίλυση του προβλήματος, η οποία θα επέτρεπε τον ακριβή προσδιορισμό της, θα προχωρήσουμε στην απευθείας ανάθεση τιμών της, αξιοποιώντας την ανάλυση του Κεφαλαίου 2.3.3, από την οποία προκύπτει ότι η  $X(b)$  είναι μια αύξουσα συνάρτηση. Ο απευθείας ορισμός της  $X(b)$  μπορεί να θεωρηθεί ως διατύπωση μιας εναλλακτικής εκδοχής του αρχικού προβλήματος στην οποία η συνάρτηση πίεσης  $X(b)$  και η συνάρτηση κόστους  $B(b)$  αντιστρέφουν τους ρόλους τους,

με την πρώτη να παίρνει τη θέση της δεδομένης παραμέτρου και τη δεύτερη να γίνεται ένα παρεπόμενο αποτέλεσμα, όπως φαίνεται από τη (18).

Η απλούστερη μορφή αύξουσας συνάρτησης, την οποία θα χρησιμοποιήσουμε στα επόμενα, είναι η γραμμική:

$$X(b) = \alpha \cdot b + c \quad (25)$$

όπου  $\alpha$  και  $c$  οι γραμμικές παράμετροι της συνάρτησης και  $b$  ο αριθμός των πακέτων που περιμένουν στην ουρά του πομπού. Η προσθετική σταθερά  $c$  χρησιμοποιείται ώστε να διατηρεί το  $X(b)$  σε κάποιο ελάχιστο επίπεδο τιμής για μικρό πλήθος πακέτων.

Η συνάρτηση  $X(b)$  πρέπει να εκτείνεται σε ένα σύνολο τιμών τέτοιο ώστε η ισχύς αποστολής πακέτου να είναι αρκούντως μεγάλη για να υπερνικήσει τις απώλειες διαδρομής και τις παρεμβολές που δέχεται ο δέκτης, χωρίς να αυξάνεται υπέρμετρα, ώστε να διατηρείται χαμηλή η παρεμβολή στις άλλες ζεύξεις του δικτύου. Αναμένεται ότι σε ευνοϊκές συνθήκες (π.χ. μικρή κίνηση στο δίκτυο, μικρή απόσταση πομπού δέκτη και μικρό επίπεδο παρεμβολών), η συνάρτηση πίεσης  $X(b)$  λαμβάνει μικρές τιμές και συνεπώς οδηγεί στη χρήση χαμηλών τιμών ισχύος εκπομπής. Σε αυτή την περίπτωση ο αριθμός των συσσωρευμένων πακέτων θα είναι κατά μέσο όρο μικρός καθώς η πιθανότητα να αποσταλεί το πακέτο επιτυχώς θα είναι μεγάλη. Αντίθετα, σε δυσμενείς συνθήκες μετάδοσης, αναμένεται ότι η τιμή της συνάρτησης  $X(b)$  θα είναι μεγάλη καθώς οι απώλειες του καναλιού οδηγούν στην συχνή επανεκπομπή πακέτων και συνεπώς, στη συσσώρευση πακέτων στην ουρά του πομπού. Με αυτό τον τρόπο, αυξανόμενης της  $X(b)$  ο πομπός οδηγείται στην επιλογή μεγαλύτερου επιπέδου ισχύος.

Για να καθοριστούν οι παράμετροι της γραμμικής συνάρτησης,  $\alpha$  και  $c$ , προκειμένου αυτή η τιμή της συνάρτησης να χρησιμοποιηθεί στις συναρτήσεις καθορισμού βέλτιστης στιγμιαίας ισχύος του Κεφαλαίου 2.4, σχεδιάστηκε αλγόριθμος ο οποίος χρησιμοποιεί την εκάστοτε ρυθμαπόδοση  $s$  και, αξιοποιώντας στατιστικές μετρήσεις του διαύλου επικοινωνίας, προσδιορίζει τη συνάρτηση πίεσης  $X(b)$  και επιλέγει τη βέλτιστη στιγμιαία ισχύ που θα χρησιμοποιήσει ο πομπός.

### 3.3 ΠΕΡΙΓΡΑΦΗ ΑΛΓΟΡΙΘΜΟΥ ΣΤΑΤΙΣΤΙΚΩΝ

#### 3.3.1 Γενική Περιγραφή Αλγορίθμου

Για να καθορίσουμε τη γραμμική συνάρτηση  $X(b) = \alpha \cdot b + c$  αρκεί να ορίσουμε δύο σημεία της. Αυτό γίνεται ως ακολούθως.

Η  $X(b)$  συνδέεται με την ισχύ μέσω της σχέσης για τη βέλτιστη στιγμιαία ισχύ  $p^*(b, \zeta)$  η οποία διαφοροποιείται σύμφωνα την εκάστοτε ρυθμαπόδοση  $s(p, \zeta)$  του καναλιού. Αν μεγιστοποιήσουμε την ισχύ  $p^*(b, \zeta)$  ως προς την ανηγμένη παρεμβολή  $\zeta$  τότε εξάγουμε μία τιμή πίεσης  $x = f(\zeta)$ . Η βασική ιδέα του αλγορίθμου βασίζεται στην γραμμική παρεμβολή δύο σημείων με τιμή πίεσης  $x$ , το  $x_1$  και το  $x_F$ , τα οποία έχουν την παραπάνω ιδιότητα, δηλαδή μεγιστοποιούν την ισχύ  $p(b, \zeta)$  για δύο διαφορετικές τιμές της ανηγμένης παρεμβολής  $\zeta$ , την  $\zeta_1$  και την  $\zeta_F$ . Στο παράδειγμα του Γραφήματος 5, τα σημεία  $x_1$  και  $x_F$  απεικονίζονται στη γραφική παράσταση  $p = f(\zeta)$ .

Συνοπτικά, για την εκτίμηση των επιπέδων ανηγμένης παρεμβολής, θεωρούμε ότι η τιμή πίεσης συσσωρευμένων πακέτων  $x_1$  αντιστοιχεί στην τιμή της συνάρτησης πίεσης  $X(1)$  όταν έχουμε  $b = 1$  πακέτο στην ουρά του πομπού. Η τιμή του  $\zeta_1$  εκφράζει το επίπεδο της ανηγμένης παρεμβολής σε ποσοστό  $q_1$  του χρόνου λειτουργίας του καναλιού. Αντίστοιχα, θεωρώντας  $F$  το πλήθος των πακέτων για το οποίο ο ενταμιευτής του πομπού έχει αρχίσει να γεμίζει, η τιμή  $x_F$  αντιστοιχεί στην τιμή της συνάρτησης πίεσης  $X(F)$  όταν έχουμε  $b = F$  πακέτα στην ουρά του πομπού. Η τιμή του  $\zeta_F$  εκφράζει το επίπεδο της ανηγμένης παρεμβολής σε  $q_F$  ποσοστό του χρόνου λειτουργίας του καναλιού. Τελικά, προσδιορίζοντας τις παραμέτρους  $q_1$  και  $q_F$  είναι δυνατόν να καθοριστεί η συνάρτηση πίεσης  $X(b)$ .

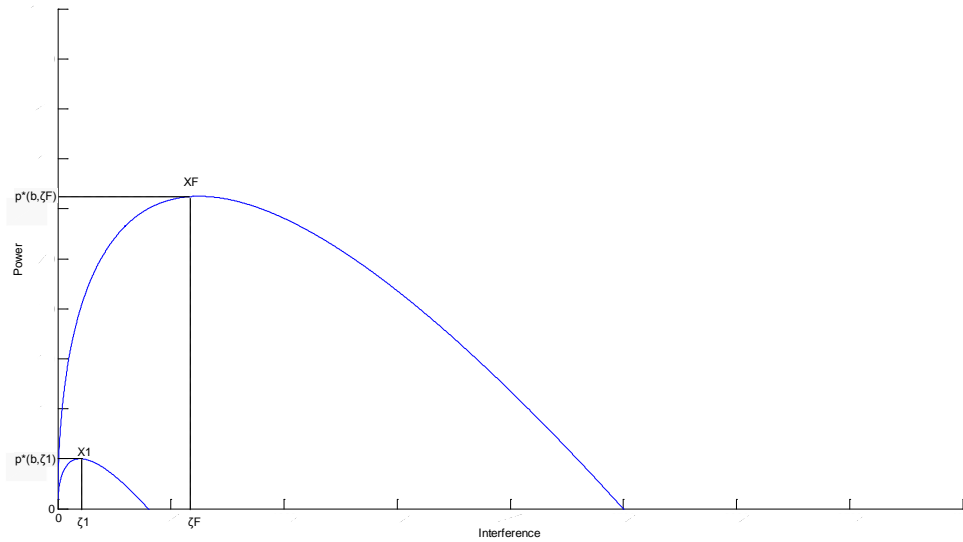
Κατ' αυτόν τον τρόπο το πρόβλημα ανάγεται στον προσδιορισμό των δύο τιμών ανηγμένης παρεμβολής  $\zeta_1$  και  $\zeta_F$  μέσω των οποίων γίνεται τελικά και ο προσδιορισμός της συνάρτησης πίεσης συσσωρευμένων πακέτων  $X(b)$  και κατ' επέκταση η επιλογή της στιγμιαίας ισχύος. Τα επίπεδα ανηγμένης παρεμβολής  $\zeta_1$  και  $\zeta_F$  στον αλγόριθμο με τη χρήση στατιστικών προσδιορίζονται με την αξιοποίηση μετρήσεων του ιστορικού λειτουργίας του καναλιού, το οποίο έχει καταγραφεί σύμφωνα με τη διαδικασία που περιγράφηκε στο Κεφάλαιο 3.1.

### 3.3.2 Παράμετροι αλγορίθμου

Ορίζουμε τις ακόλουθες παραμέτρους:

- $q_1$ , το κλάσμα του χρόνου στο οποίο ο δέκτης βρίσκεται κάτω από ένα επίπεδο παρεμβολής  $\zeta_1$ . Για παράδειγμα, εάν θέσουμε  $q_1 = 0.02$ , τότε το  $\zeta_1$  είναι η τιμή της παρεμβολής που υπολείπεται στο  $0.02 = 2\%$  των στατιστικών μετρήσεων, δηλαδή  $P[\zeta < \zeta_1] = P[i/g < \zeta_1] = q_1$ .
- $q_F$ , το κλάσμα του χρόνου στο οποίο ο δέκτης βρίσκεται κάτω από ένα επίπεδο παρεμβολής  $\zeta_F$ . Αν ορίσουμε  $q_F = 0.50$ , τότε το  $\zeta_F$  είναι η τιμή της παρεμβολής που αντιστοιχεί στο  $0.50 = 50\%$  των μετρήσεων, δηλαδή  $P[\zeta < \zeta_F] = P[i/g < \zeta_F] = q_F$ .





Γράφημα 5: Παράδειγμα εύρεσης των τιμών  $x_1$  και  $x_F$

### 3.3.3 Μεταβλητές Αλγορίθμου

Όπως ήδη αναφέρθηκε, ο στόχος σε αυτό δυναμικό PCMA αλγόριθμο είναι να προσδιοριστεί με τη χρήση στατιστικών η συνάρτηση πίεσης συσσωρευμένων πακέτων  $X(b)$  στον πομπό, η οποία χρησιμοποιείται ώστε να επιλέγεται σε κάθε χρονοθυρίδα η στιγμιαία ισχύς στο σωστό σύνολο τιμών, με μεθοδικό τρόπο σε σχέση με το [1], ανεξαρτήτως τοπολογίας και συνθηκών των πειραμάτων.

Ορίζονται οι μεταβλητές του αλγορίθμου:

- $p_M$ , η μέγιστη ισχύς που μπορεί να χρησιμοποιήσει ο πομπός για τη μετάδοση του πακέτου (αυτός είναι ο εργοστασιακός περιορισμός π.χ.  $p_M = 1 \text{ W}$  για τερματικά δικτύων κινητής τηλεφωνίας 3ης γενιάς)
- $x_M$ , η μέγιστη τιμή της συνάρτησης πίεσης συσσωρευμένων πακέτων η οποία αντιστοιχεί στη μέγιστη ισχύ  $p_M$ .
- $x_1(\zeta_1)$  ή  $x_1$ , η τιμή της συνάρτησης πίεσης συσσωρευμένων πακέτων  $X(1)$  για την οποία η ισχύς μεγιστοποιείται όταν η παρεμβολή είναι ίση προς  $\zeta_1$ .
- $x_F(\zeta_F)$  ή  $x_F$ , η τιμή της συνάρτησης πίεσης συσσωρευμένων πακέτων  $X(F)$  για την οποία η ισχύς μεγιστοποιείται όταν η παρεμβολή είναι ίση προς  $\zeta_F$ .
- $P_{opt}(X(b), \zeta)$  ή  $P_{opt}$ , η βέλτιστη ισχύς. Δεδομένου του πλήθους των συσσωρευμένων πακέτων  $b$  και των  $x_1$ ,  $x_F$  υπολογίζεται η τιμή της συνάρτησης πίεσης  $X(b)$ , με διαδικασία που εξηγείται στο Κεφάλαιο 3.3.4.

Η τιμή της  $X(b)$  αντικαθίσταται στον τύπο στιγμιαίας ισχύος ανάλογα με τον τύπο ρυθμαπόδοσης  $s$  και υπολογίζεται η βέλτιστη ισχύς  $P_{opt}$ .

Οι τιμές των  $x_1$  και  $x_F$  χαρακτηρίζουν την κατάσταση της ζεύξης ως εξής:

- Λειτουργικό (*operational*), όταν  $x_1 \leq x_M$  και  $x_F \leq x_M$ .
- Υπερφορτωμένο (*stressed*), όταν  $x_F > x_M$  και  $x_1 \leq x_M$ . Σε καμία περίπτωση το  $X(b)$  δε μπορεί να πάρει μεγαλύτερη τιμή από  $x_M$  καθώς αυτό θα σήμαινε πιθανώς χρήση ισχύος μεγαλύτερη από  $p_M$ . Σε αυτή την περίπτωση θέτουμε  $X(F) = x_M$ .
- Μη Λειτουργικό (*non-operational*), όταν  $x_F > x_1 > x_M$ . Σε αυτή την περίπτωση το κανάλι έχει υπερβολικά υψηλό επίπεδο παρεμβολής και χρησιμοποιώντας ακόμα και τη μέγιστη ισχύ  $p_M$  δεν είναι δυνατή η μετάδοση με τρόπο αποτελεσματικό (σύμφωνα με τα κριτήρια της ποιότητας υπηρεσίας του Κεφαλαίου 3.3.5).

Στις δύο τελευταίες περιπτώσεις, τα κατώτερα στρώματα παρέχουν στα ανώτερα στρώματα του δικτύου και της εφαρμογής, ή στον χρήστη, ενδείξεις για μειωμένη ποιότητα υπηρεσίας. Ειδικά, στην τελευταία περίπτωση, αν η κατάσταση του καναλιού δεν μεταβληθεί σε εύλογο χρονικό διάστημα, η ζεύξη θα πρέπει να θεωρηθεί ασθενική ή/και το δίκτυο υπερφορτωμένο, οπότε οι απόπειρες μετάδοσης θα πρέπει να τερματιστούν και η σύνδεση να διακοπεί, ώστε να αποφευχθεί η ανώφελη επιβάρυνση του δικτύου.

#### 3.3.4 Υπολογισμός Μεταβλητών και Συνάρτησης $X(b)$

Τα βήματα του αλγορίθμου προσδιορισμού της συνάρτησης πίεσης  $X(b)$ , και συνεπώς της στιγμιαίας ισχύος, με τη χρήση στατιστικών είναι τα ακόλουθα:

- 1) Προσδιορίζονται αρχικά οι τιμές μέγιστης ισχύος και μέγιστης πίεσης συσσωρευμένων πακέτων  $p_M, x_M$ .
- 2) Ακολούθως, βάσει των καταγεγραμμένων στατιστικών του καναλιού, προσδιορίζονται περιοδικά (πχ σε κάθε χρονοθυρίδα) από τα επίπεδα της παρατηρούμενης παρεμβολής στο κανάλι οι τιμές  $\zeta_1$  και  $\zeta_F$ , με διαδικασία που περιγράφεται στο Κεφάλαιο 3.3.2.
- 3) Για το επίπεδο θορύβου  $\zeta_1$  υπολογίζουμε την τιμή της πίεσης των συσσωρευμένων πακέτων  $x_1$  τέτοια ώστε η καμπύλη  $P = f(\zeta)$  να μεγιστοποιείται για  $\zeta = \zeta_1$ . Αντίστοιχα, για το επίπεδο παρεμβολής  $\zeta_F$  υπολογίζουμε το  $x_F$  τέτοιο ώστε η καμπύλη  $P = f(\zeta)$  να μεγιστοποιείται

για  $\zeta = \zeta_F$ . Τα  $x_1$  και  $x_F$  υπολογίζονται από τις σχέσεις που δίνονται στον Πίνακα 1, για τις δύο περιπτώσεις ρυθμαπόδοσης που εξετάζουμε.

- 4) Όπως έχει περιγραφεί στο Κεφάλαιο 3.3.3, αν είναι  $x_1 > x_M$  τότε το κανάλι κρίνεται *μη λειτουργικό*. Αλλιώς, αν  $x_1 < x_M$  συνεχίζεται η μετάδοση πακέτων. Επιπλέον αν  $x_F \geq x_M$  τότε  $x_F = x_M$  (υπερφορτωμένο κανάλι).

Στη δική μας υλοποίηση χάριν απλότητας θεωρούμε ότι ο πομπός σε μη λειτουργικό κανάλι υποχωρεί και δε μεταδίδει είτε μέχρι να τερματίσει η μετάδοση πακέτων λόγω υπερβολικής καθυστέρησης (και συνεπακόλουθα η προσομοίωση). είτε μέχρι να υποχωρήσει η παρεμβολή. Ωστόσο, σε πραγματικό δίκτυο το μη λειτουργικό κανάλι, θα οδηγούσε σε τερματισμό σύνδεσης όπως ήδη επισημάνθηκε.

- 5) Παρεμβάλλοντας γραμμικά το  $x_1$  και το  $x_F$  παίρνουμε τη συνάρτηση πίεσης  $X(b)$ .
- 6) Ανάλογα με το πλήθος πακέτων στην ουρά επιλέγω την κατάλληλη τιμή της πίεσης από τη συνάρτηση  $X(b)$  που προέκυψε στο βήμα (5) και ακολούθως προσδιορίζεται η βέλτιστη στιγμιαία ισχύς  $P_{opt}$  ανάλογα με τον τύπο ρυθμαπόδοσης  $s$ .

Οι σχέσεις υπολογισμού των μεταβλητών για ρυθμαπόδοση  $s_1$  και  $s_2$  παρουσιάζονται στον Πίνακα 1 ενώ οι αναλυτικές πράξεις για την εύρεσή τους παρατίθενται στο Παράρτημα Α.

Ακολούθως, αναλύεται το 5<sup>ο</sup> βήμα του αλγορίθμου υπολογισμού βέλτιστης ισχύος. Αφού υπολογιστούν οι τιμές πίεσης συσσωρευμένων πακέτων  $x_1$  και  $x_F$ , είμαστε σε θέση να παρεμβάλλουμε γραμμικά τις τιμές αυτές και να υπολογίσουμε την τιμή της συνάρτησης πίεσης  $X(b)$  για τις τιμές  $b = 1$  και  $b = F$  αντίστοιχα. Το Γράφημα 6 απεικονίζει τη γραμμική παρεμβολή των σημείων  $(1, x_1)$  και  $(F, x_F)$ . Η συνάρτηση που περιγράφει το Γράφημα 6 είναι η:

$$X(b) = \frac{x_F - x_1}{F - 1} (b - 1) + x_1 \quad (26)$$

Σημειώνεται ότι η σταθερά  $F$  δεν αντιστοιχεί στη χωρητικότητα της ουράς αλλά εκφράζει το πλήθος των πακέτων ώστε η ουρά να θεωρείται ‘μεγάλη’.

Πίνακας 1: Τιμές Μεταβλητών Αλγορίθμου Ελέγχου με τη χρήση Στατιστικών για τις διαφορετικές ρυθμαποδόσεις  $s_1$  και  $s_2$

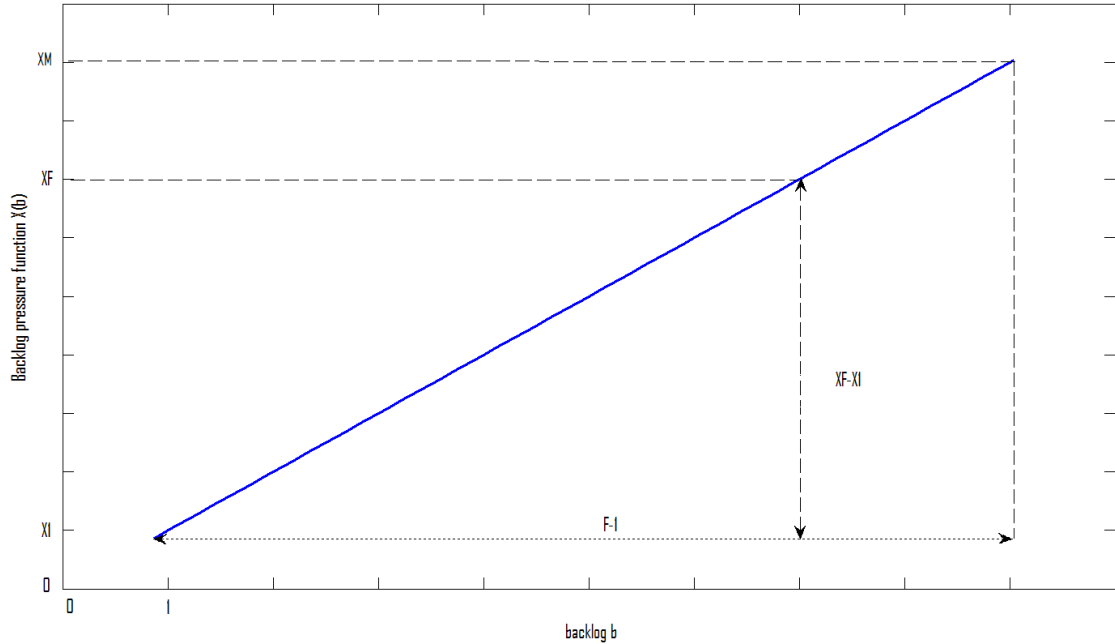
Μεταβλητή	Ρυθμαπόδοση $s_1$	Ρυθμαπόδοση $s_2$
$P_M$	$max\_tx\_power = 1$	$max\_tx\_power = 1$
$x_M$	$x_M = 4 \cdot a \cdot p_M$	$x_M = e \cdot p_M$
$x_1$	$4 \cdot \beta \cdot \zeta_1$	$\zeta_1 \cdot \frac{e}{\delta}$
$x_F$	$4 \cdot \beta \cdot \zeta_F$	$\zeta_F \cdot \frac{e}{\delta}$
$X(b)$	γραμμική παρεμβολή $x_1$ και $x_F$	γραμμική παρεμβολή $x_1$ και $x_F$
$p_{opt}(\zeta)$	Από τη σχέση (20)	Από τη σχέση (24)

### 3.3.5 Ποιότητα υπηρεσίας

Με τον αλγόριθμο ελέγχου ισχύος με τη χρήση στατιστικών που παρουσιάστηκε στο Κεφάλαιο 3.3.4 πετύχαμε τα ακόλουθα:

- a) Η ρυθμαπόδοση είναι τουλάχιστον  $q_1 \cdot s(p^*(1, x_1), \zeta_1)$  όταν υπάρχει ένα πακέτο στην ουρά.

Αυτό συμβαίνει καθώς η ρυθμαπόδοση για πίεση συσσωρευμένων πακέτων  $x_1$ , η οποία αντιστοιχεί σε επίπεδο ανηγμένης παρεμβολής  $\zeta_1$ , είναι  $s(p^*(b, x_1), \zeta_1)$ . Επιπλέον, στο  $q_1$  ποσοστό του χρόνου το κανάλι βρίσκεται σε επίπεδο παρεμβολής μικρότερο ή ίσο από  $\zeta_1$ . Επομένως η ρυθμαπόδοση είναι τουλάχιστον  $q_1 \cdot s(p^*(1, x_1), \zeta_1)$ .



Γράφημα 6: Γραφική παράσταση συνάρτησης πίεσης συσσωρευμένων πακέτων στην ουρά του πομπού

Όπως φαίνεται από τα παρακάτω παραδείγματα, όταν η συνάρτηση  $s$  είναι συνάρτηση του SINR,  $s(p, \zeta) = s\left(\frac{p}{\zeta}\right)$ , τότε ο δεύτερος παράγοντας στην ανωτέρω έκφραση απλοποιείται σε σταθερά: για ρυθμαπόδοση  $s_1$ , με αντικατάσταση των (19) και (20) καθώς και για  $x_1 = 4 \cdot \beta \cdot \zeta_1$  από τον Πίνακα 1 η ρυθμαπόδοση είναι τουλάχιστον:

$$QoS_{s_1, q_1} \geq \frac{q_1}{2 \cdot a} \quad (27)$$

ενώ για ρυθμαπόδοση  $s_2$ , με αντικατάσταση των (23) και (24) καθώς και για  $x_1 = \zeta_1 \cdot \frac{e}{\delta}$  από τον Πίνακα 1 η ρυθμαπόδοση είναι τουλάχιστον:

$$QoS_{s_2, q_1} \geq q_1 \left(1 - \frac{1}{e}\right) \quad (28)$$

- b) Η ρυθμαπόδοση είναι τουλάχιστον  $q_F \cdot s(p^*(F, x_F), \zeta_F)$  όταν υπάρχουν  $F$  πακέτα στην ουρά.

Προκύπτει με παρόμοιο συλλογισμό με το (a). Για ρυθμαπόδοση  $s_1$ :

$$QoS_{s_1, q_F} \geq \frac{q_F}{2 \cdot a} \quad (29)$$

ενώ για ρυθμαπόδοση  $s_2$  είναι:

$$QoS_{s_2, q_F} \geq q_F \left(1 - \frac{1}{e}\right) \quad (30)$$

Η εγγύηση για ελάχιστη ρυθμαπόδοση ουσιαστικά μας επιτρέπει να επιτύχουμε ένα ελάχιστο αναμενόμενο επίπεδο ποιότητας υπηρεσίας μέσω του συγκεκριμένου αλγορίθμου ελέγχου ισχύος με τη θεώρηση ότι τα στατιστικά του καναλιού μένουν αμετάβλητα στο χρόνο. Αυτό δεν ισχύει απαραίτητα, πχ σε υπερφορτωμένα δίκτυα, οι ενέργειες εκπομπής θα επηρεάζουν σημαντικά τη δυναμική της παρεμβολής στο κανάλι λόγω των αλληλεπιδράσεων με τις άλλες ζεύξεις.

Όμως, είναι μια πολύ σημαντική ιδιότητα του αλγορίθμου καθώς πολλές υπηρεσίες και πρωτόκολλα σήμερα απαιτούν κάποιο ελάχιστο επίπεδο ποιότητας υπηρεσίας προκειμένου να λειτουργήσουν, αλλιώς ανακύπτει ο κίνδυνος εξωχρονισμού (time-out).

### 3.4 ΠΕΙΡΑΜΑΤΙΚΗ ΑΝΑΘΕΣΗ ΤΙΜΩΝ ΠΑΡΑΜΕΤΡΩΝ ΑΛΓΟΡΙΘΜΟΥ

Σε αυτήν την ενότητα θα προσπαθήσουμε να προσδιορίσουμε τις τιμές της παραμέτρου κλάσματος χρόνου λειτουργίας του καναλιού  $q_1$  και  $q_F$  καθώς και της παραμέτρου  $F$  η οποία, όπως φαίνεται από τη σχέση (26), σχετίζεται με τη συνάρτηση πίεσης συσσωρευμένων πακέτων της ενδιάμεσης μνήμης  $X(b)$ . Πιο συγκεκριμένα μελετούμε τη συμπεριφορά του αλγορίθμου ως προς τη χωρητικότητα, την καθυστέρηση και την ισχύ με αλλαγή των τιμών αυτών των παραμέτρων.

Το περιβάλλον προσομοίωσης είναι απλό, χωρίς θεώρηση μοντέλου διαλείψεων ή σκίασης. Οι πομποί υποθέτουμε ότι χρησιμοποιούν ιστροπικές κεραίες. Η τοπολογία του δικτύου που χρησιμοποιήθηκε στα πειράματα είναι η ακόλουθη: οι δέκτες των ζεύξεων τοποθετήθηκαν σε ένα τετραγωνικό πλέγμα ανά απόσταση  $D$ . Σε κάθε δέκτη, τοποθετήθηκε σε απόσταση  $R$  ο αντίστοιχος πομπός του. Η απόσταση  $R$  μεταβάλλεται στα πειράματα προκειμένου να μελετηθεί η συμπεριφορά και η επίδοση των αλγορίθμων σε διαφορετικές συνθήκες διάδοσης.

Στα πειράματα θεωρήσαμε μέγιστη ανεκτή μέση καθυστέρηση μετάδοσης πακέτου στα ίση προς 1000 χρονοθυρίδες, η οποία καθορίζει το κατώτατο αποδεκτό επίπεδο ποιότητας υπηρεσίας. Αν σε κάποια ασύρματη ζεύξη παρουσιαστεί μεγαλύτερη

καθυστέρηση, θεωρούμε ότι είναι αδύνατο να διατηρηθεί το κατάλληλο επίπεδο ποιότητας υπηρεσίας, άρα η ζεύξη λύεται και συνεπώς και το πείραμα τερματίζεται.

Πιο αναλυτικές πληροφορίες για την τοπολογία και τις τιμές των παραμέτρων των πειραμάτων καταγράφονται στα παραρτήματα Β και Γ αντίστοιχα.

### 3.4.1 Επιλογή παραμέτρων κλάσματος χρόνου $q_1$ και $q_F$

Όπως έχει αναλυθεί, η συνάρτηση πίεσης  $X(b)$  εξαρτάται από τις παραμέτρους  $q_1$  και  $q_F$ . Για τον προσδιορισμό τους, θέσαμε  $q_1 = 0.02$ . Αν η στιγμιαία ισχύς που απαιτείται για τη μετάδοση ενός πακέτου είναι μεγαλύτερη από τη μέγιστη φυσική, δηλαδή αν  $x_1 > x_M$ , τότε ο πομπός αποτυγχάνει στην αποστολή του πακέτου και το κανάλι κρίνεται μη λειτουργικό. Συνεπώς, σε αυτή την περίπτωση, στα πλαίσια των πειραμάτων, ο πομπός αντιδρά όπως περιγράψαμε στο Κεφάλαιο 3.3.4 στο βήμα 4.

Στη συνέχεια επιλέχθηκε η τιμή  $q_F$ . Όσο αυξάνει προς το ένα, το  $\zeta_F$  και κατά συνέπεια τα  $x_F$  και η συνάρτηση  $X(b)$  μεγαλώνουν. Ουσιαστικά αυξάνουμε την ‘επιθετικότητα’ του αλγορίθμου καθώς ο πομπός δε μπαίνει ποτέ σε κατάσταση απόλυτης υποχώρησης: σε μεγάλα επίπεδα παρεμβολής εξακολουθεί να αποστέλλει πακέτα. Πιο αναλυτικά, έγινε πειραματική δοκιμή στις ακόλουθες περιπτώσεις:

- $q_F = 0.25$ ,
- $q_F = 0.50$ ,
- $q_F = 0.75$ .

Τα πειράματα με τις διάφορες τιμές του  $q_F$  διεξήχθησαν για ρυθμαπόδοση  $s_1$  σε ασύμμετρη τοπολογία με  $F = 2$  (η διαδικασία επιλογής της τιμής της παραμέτρου  $F$  αναλύεται στο Κεφάλαιο 3.4.2). Στην παρούσα ενότητα αναλύεται η περίπτωση στην οποία η απόσταση πομπού-δέκτη είναι  $R = 2$  και η απόσταση μεταξύ των δεκτών είναι  $D = 4$ .

Σύμφωνα με το Γράφημα 7, η μέση ισχύς του πομπού στην περίπτωση  $q_F = 1$  είναι σημαντικά μεγαλύτερη των άλλων περιπτώσεων. Το όριο χωρητικότητας για κάθε  $q_F$  παραμένει 0.54 πακέτα/χρονοθυρίδα χωρίς να υπερβεί τις 1000 χρονοθυρίδες η μέση καθυστέρηση μετάδοσης πακέτου. Σε κάθε περίπτωση, όσο αυξάνεται η κίνηση πακέτων στο δίκτυο τόσο αυξάνεται και η παρεμβολή. Έτσι, αυξάνεται η στιγμιαία και η μέση ισχύς που χρησιμοποιείται για να μεταδοθούν έγκυρα τα πακέτα δεδομένων.

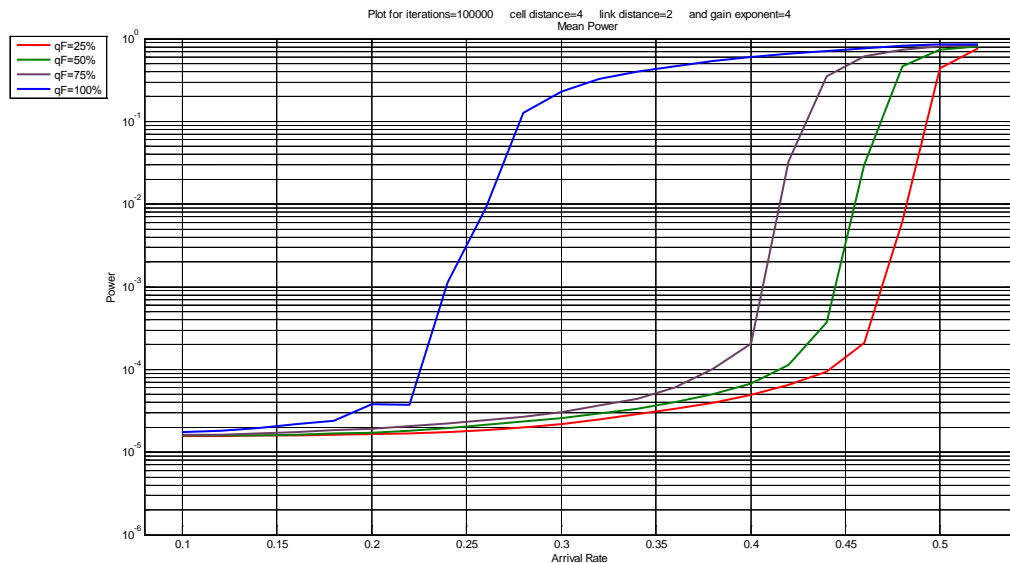
Για τη μέση καθυστέρηση τα συμπεράσματα είναι διαφορετικά από αυτά που θα περίμενε κανείς. Όπως φαίνεται από το Γράφημα 8, αν και η μέση ισχύς που χρησιμοποιείται από τα πιο επιθετικά σχήματα είναι αρκετά μεγαλύτερη, εντούτοις η

μέση καθυστέρηση είναι περίπου η ίδια. Αυτό οφείλεται στο γεγονός ότι, όταν έχουμε μεγάλο  $q_F$ , οι πομποί ανταγωνίζονται μεταξύ τους, παρεμποδίζοντας τελικά ο ένας τον άλλον. Χωρίς να έχουμε κάποιο όφελος στη καθυστέρηση, τελικά όλοι χρησιμοποιούν μέση ισχύ μεγαλύτερη από αυτή που χρειάζεται στη συγκεκριμένη περίπτωση.

Συνολικά, παρατηρούμε ότι, όσο πιο περισσότερο απαιτητικοί είμαστε για ‘καλό’ κανάλι (μεγαλύτερο  $q_F$ ), τόσο αυξάνεται η μέση καταναλισκόμενη ισχύς (ενέργεια) αλλά παράλληλα αυξάνεται και η μέση καθυστέρηση αποστολής πακέτου, κάτι που διαισθητικά αντιβαίνει στην ορθή λειτουργία του δικτύου!

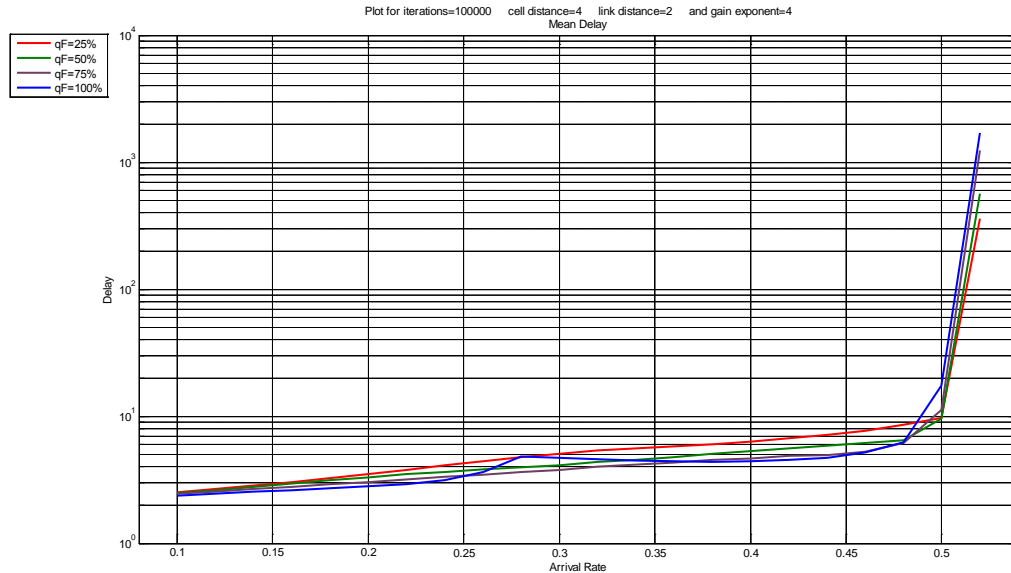
Για να καταλάβουμε γιατί ακριβώς ο αλγόριθμος έχει αυτή τη συμπεριφορά πρέπει να εξετάσουμε την ακραία περίπτωση: *Τι γίνεται όταν επιλέξουμε  $q_F = 1$  ;*

Αν όλες οι ζεύξεις χρησιμοποιούν υψηλό  $q_F$ , όλες προσπαθούν να περάσουν τα πακέτα τους από το κανάλι χωρίς ποτέ να υποχωρούν. Το αποτέλεσμα είναι οι μεταδόσεις να συγκρούονται και να αποτυγχάνουν, και το επίπεδο της παρεμβολής συνεχώς να ανεβαίνει εξωθώντας σε ένα κύκλο αύξησης της ισχύος εκπομπής και το σύστημα να αγγίζει την αστάθεια. Κατά συνέπεια, η ροή πακέτων ελαττώνεται, και η ισχύς εκπομπής στον πομπό αλλά και η καθυστέρηση πακέτου αυξάνει! Κάτι που αντιβαίνει στην διαίσθηση ότι καθώς χρησιμοποιείται μεγαλύτερη ισχύς, θα αναμέναμε να μειωθεί η καθυστέρηση.



Γράφημα 7: Μέση ισχύς σε συνάρτηση με ρυθμό άφιξης για διάφορες τιμές του  $q_F$  για απόσταση  $R = 2$  και  $D = 4$ . Ρυθμαπόδοση  $s_1$





Γράφημα 8: Μέση καθυστέρηση σε συνάρτηση με το ρυθμό άφιξης για διάφορες τιμές της παραμέτρου  $q_F$  για απόσταση  $R = 2$  και  $D = 4$ . Ρυθμαπόδοση  $s_1$

Τέλος, για τα επόμενα πειράματα ,στα πλαίσια αυτής της εργασίας, ορίσαμε  $q_F = 0.5$ , δηλαδή οι καμπύλες της στιγμιαίας ισχύος να ορίζονται από παρεμβολή λιγότερη από αυτή που βρίσκεται το κανάλι στο 50% του χρόνου.

### 3.4.2 Επιλογή σταθεράς $F$

Μέχρι στιγμής είναι γνωστός ο τρόπος που καθορίζονται οι τιμές των  $x_1$  και  $x_F$ . Όμως από τη σχέση (25), προκειμένου να προσδιοριστεί η  $X(b)$ , πρέπει να καθοριστεί η σταθερά  $F$ . Η τιμή αυτή προσδιορίζει πότε το πλήθος των πακέτων στην ενδιάμεση μνήμη του πομπού είναι μεγάλο ούτως ώστε ο αλγόριθμος να γίνει επιθετικός προκειμένου να μην υπερχειλίσουν οι ουρές.

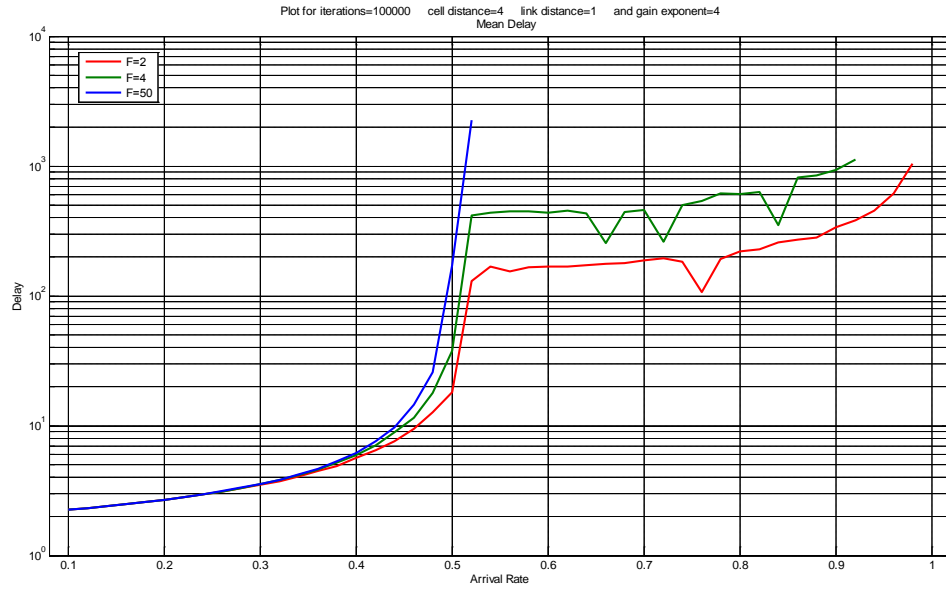
Η τιμή του  $F$  προσδιορίστηκε μέσα από μια σειρά πειραμάτων των οποίων στόχος ήταν να μεγιστοποιηθεί η χωρητικότητα με μείωση της μέσης ισχύος και αύξηση της μέσης καθυστέρησης. Επιλέχθηκε μια μικρή τιμή  $F = 2$  και στη συνέχεια αυξήθηκε μέχρι να παρατηρηθεί κάποια μεταβολή στη χωρητικότητα.

Αρχικά, εξετάστηκε η συμπεριφορά του αλγορίθμου για ρυθμαπόδοση  $s_1$  όταν η απόσταση είναι μικρή,  $R = 1$ . Σε αυτή την περίπτωση όσο αυξάνεται το  $F$  τόσο μειώνεται η χωρητικότητα. Έτσι, μέγιστη χωρητικότητα παρουσιάστηκε όταν το  $F = 2$ . Όταν το  $F$  αυξηθεί ο αλγόριθμος γίνεται λιγότερο επιθετικός και δε μπορεί να

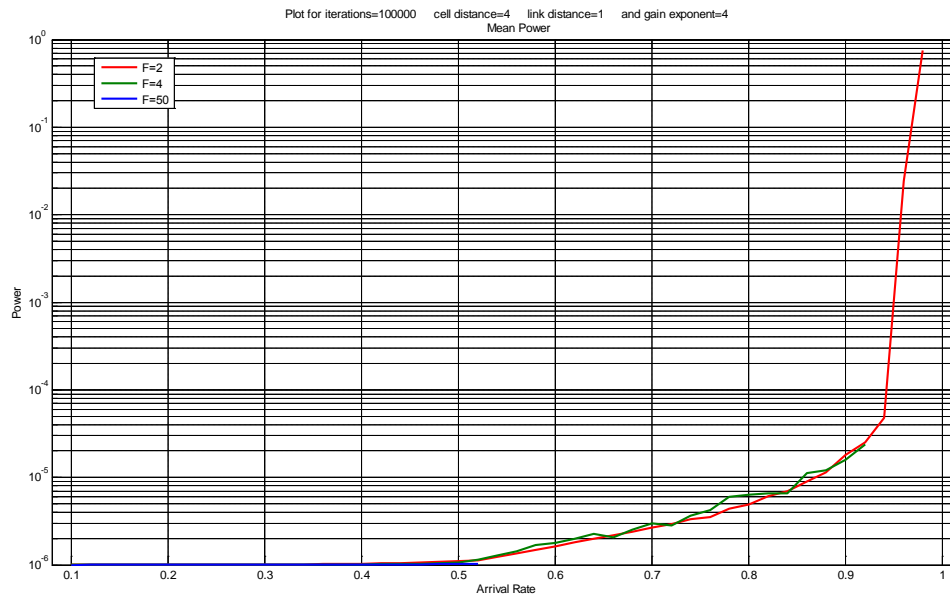
χρησιμοποιηθεί μεγάλη ισχύς προκειμένου να επιτευχθεί μεγάλη χωρητικότητα. Μάλιστα, για  $F = 50$  η μέση ισχύς παρατηρήθηκε ότι είναι της τάξης του θερμικού θορύβου. Παρακάτω παρατίθενται τα Γραφήματα 9 και 10 για τη μέση καθυστέρηση και ισχύ για τιμές του  $F = 2, F = 4$  και  $F = 50$ .

Στη συνέχεια πειραματιστήκαμε με διάφορες τιμές της σταθεράς  $F$  σε μεγαλύτερες αποστάσεις  $R$ . Τα πειράματα διεξήχθησαν για κανάλι με ρυθμαπόδοση  $s_1$  και απόσταση πομπού-δέκτη  $R = 2$ . Στην απόσταση αυτή, παρατηρείται μια μικρή αύξηση της χωρητικότητας για  $F > 2$  ( $F = 100$ ) χωρίς αυτό να ισχύει γενικά, αφού για  $F = 300$  παρατηρείται μείωση χωρητικότητας. Σε κάθε περίπτωση, επειδή ο αλγόριθμος γίνεται λιγότερο επιθετικός με αποτέλεσμα να μειωθεί η μέση ισχύς και να αυξηθεί η μέση καθυστέρηση. Μάλιστα, στην περίπτωση  $F = 100$  παρατηρήθηκε αύξηση της χωρητικότητας. Παρακάτω παρατίθενται οι Γραφικές Παραστάσεις 11 και 12 που αφορούν αυτή την περίπτωση.

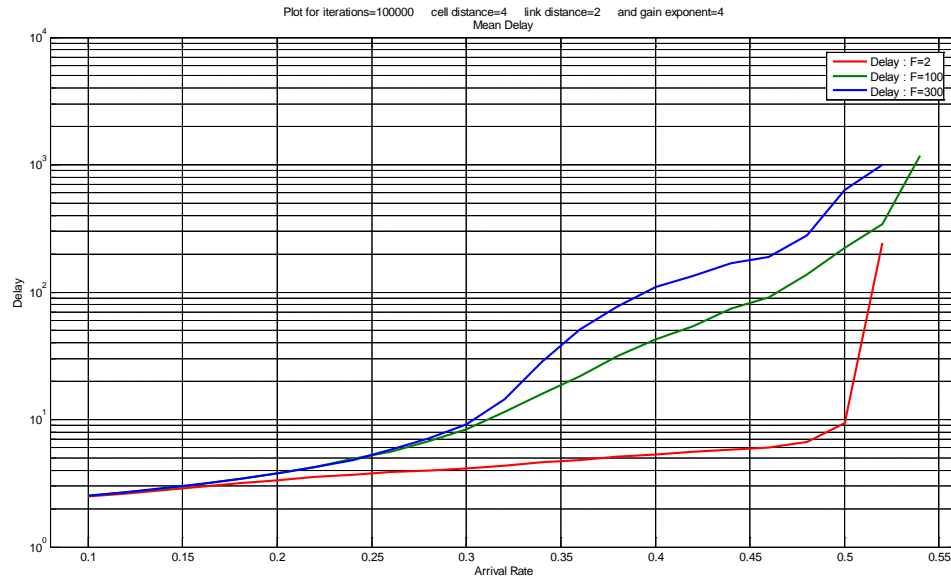
Είναι εμφανές ότι όταν οι αποστάσεις  $R$  είναι μικρές και το κανάλι καλό πρέπει να αυξηθεί η επιθετικότητα (η πίεση είναι αντιστρόφως ανάλογη του  $F$ ) προκειμένου να επιτύχουμε καλή χωρητικότητα. Γι' αυτό, στις μικρές αποστάσεις  $R$  η χωρητικότητα είναι μεγάλη όταν η τιμή του  $F$  είναι μικρή. Αυξανόμενης της τιμής του  $F$  σε μικρές αποστάσεις  $R$  η χρήση της ισχύος μειώνεται, αλλά αντίστοιχα μειώνεται και η χωρητικότητα της ζεύξης αφού δε μπορούμε να πετύχουμε την επιθυμητή επιθετικότητα και το κατάλληλο επίπεδο ισχύος. Σε κάθε περίπτωση, ο σχεδιαστής του ασύρματου δικτύου μπορεί να χρησιμοποιήσει ένα επιθετικό σχήμα με  $F = 2$  για να επιτύχει πολύ καλή χωρητικότητα, ανεξαρτήτως της απόστασης  $R$  και ανάλογα με τους στόχους του δικτύου μπορεί να αλλάζει τη σταθερά  $F$  για να πετύχει μικρότερη ισχύ, δηλαδή μικρότερη κατανάλωση ισχύος. Στα επόμενα πειράματα για να διατηρήσουμε τη δυναμική φύση του αλγορίθμου χρησιμοποιήσαμε σε όλες τις περιπτώσεις τιμή  $F = 2$ .



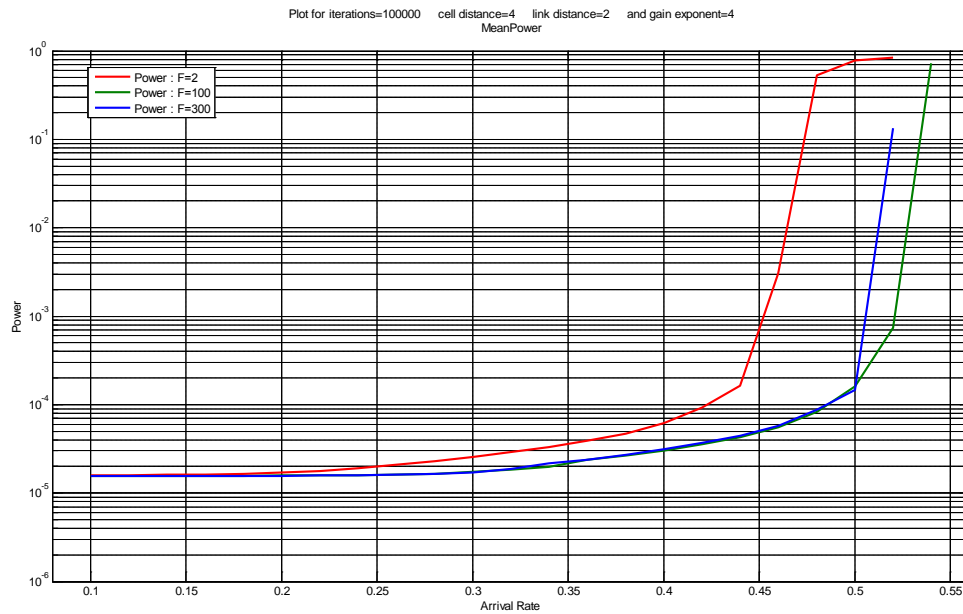
Γράφημα 9: Μέση καθυστέρηση σε σχέση με ρυθμό άφιξης για διάφορες τιμές του  $F$  με  $R = 1$  και  $D = 4$ . Ρυθμαπόδοση  $s_1$



Γράφημα 10: Μέση Ισχύς σε σχέση με το ρυθμό άφιξης για διάφορες τιμές του  $F$  με  $R = 1$  και  $D = 4$ . Ρυθμαπόδοση  $s_1$



Γράφημα 11: Μέση Καθυστέρηση σε σχέση με ρυθμό άφιξης για διάφορα  $F$  με  $R = 2$  και  $D = 4$ . Ρυθμαπόδοση  $s_1$



Γράφημα 12: Μέση ισχύς σε σχέση με το ρυθμό άφιξης για διάφορα  $F$  με  $R = 2$  και  $D = 4$ . Ρυθμαπόδοση  $s_1$

### 3.5 ΑΞΙΟΛΟΓΗΣΗ ΑΛΓΟΡΙΘΜΟΥ ΓΙΑ ΡΥΘΜΑΠΟΔΟΣΗ $s_1$

Στο παρόν Κεφάλαιο κάνουμε προσομοίωση του αλγορίθμου, όπως παρουσιάστηκε στα Κεφάλαια (3.1), (3.2) και (3.3), για διάφορες αποστάσεις του πομπού και του δέκτη όταν η ρυθμαπόδοση είναι  $s_1$  και σχολιάζουμε τα αποτελέσματα.

#### 3.5.1 Ασύμμετρη τοπολογία

Για την ασύμμετρη τοπολογία (Παράρτημα Β) προσομοιώνουμε το Δυναμικό Αλγόριθμο Ελέγχου Ισχύος με τη χρήση Στατιστικών.

##### 3.5.1.1 Ισχύς, Καθυστέρηση και Χωρητικότητα

Οι συγκεντρωτικές γραφικές παραστάσεις για τη μέση ισχύ και την καθυστέρηση του αλγορίθμου σε διαφορετικές αποστάσεις για την ασύμμετρη τοπολογία όταν έχουμε ρυθμαπόδοση  $s_1$  φαίνονται στα Γραφήματα 13 και 14.

Μπορεί κανείς να κάνει τις εξής παρατηρήσεις από τις γραφικές παραστάσεις:

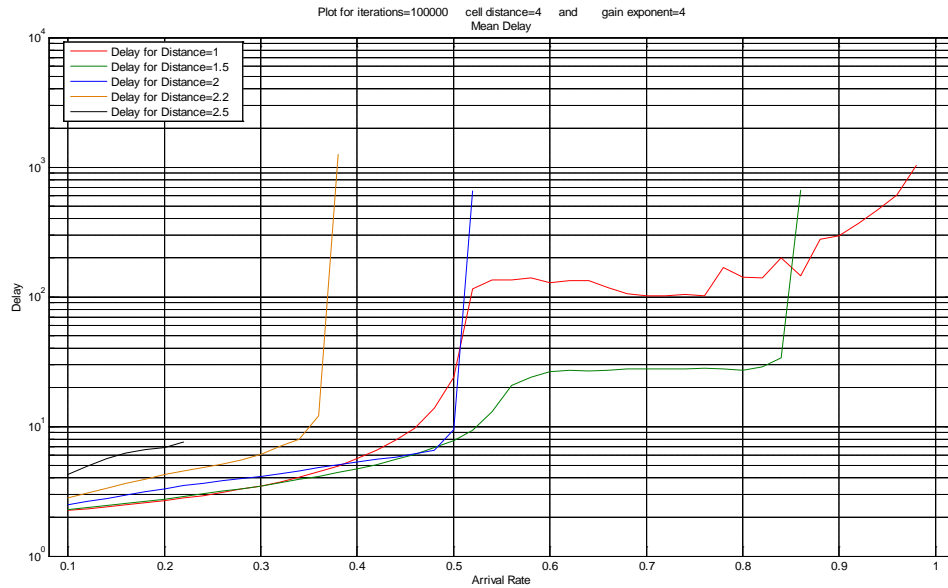
- 1) Για την ίδια απόσταση  $R$ , όσο αυξάνεται ο ρυθμός αποστολής πακέτων από τους πομπούς τόσο αυξάνει και η μέση ισχύς καθώς και η μέση καθυστέρηση επιτυχούς αποστολής των πακέτων. Αυτό είναι διαισθητικά αναμενόμενο καθώς, όταν αυξάνεται ο ρυθμός αποστολής πακέτων, στο δίκτυο υπάρχει μεγαλύτερο συμφόρηση άρα και μεγαλύτερο επίπεδο παρεμβολής στους δέκτες. Προκειμένου να υπερκεραστεί η παρεμβολή, ο πομπός επιλέγει μεγαλύτερες τιμές της συνάρτησης πίεσης  $X(b)$  και συνεπώς υψηλότερο επίπεδο στιγμιαίας ισχύος.
- 2) Στις περιπτώσεις όπου η απόσταση πομπού δέκτη είναι  $R < 2$ , η μέση ισχύς που χρησιμοποιείται από τους πομπούς πλησιάζει τη μέγιστη ισχύ όταν πλησιάζουμε στο όριο χωρητικότητας του δικτύου. Όταν η απόσταση είναι  $R > 2$ , ο πομπός συμπεριφέρεται διαφορετικά καθώς υπάρχει τουλάχιστον ένας πομπός σε ρόλο παρεμβολέα πιο κοντά στο δέκτη από τον πραγματικό πομπό της ζεύξης. Γι' αυτό το λόγο, πολλές φορές ο πομπός της ζεύξης εκπέμπει με στιγμιαία ισχύ που φθάνει πολλές φορές το  $p_M$ . Η μέση ισχύς τελικά αυξάνεται πιο γρήγορα, παρά την υποχώρηση του πομπού, και φθάνουμε σε μικρότερο όριο χωρητικότητας με μεγαλύτερη μέση ισχύ.
- 3) Για διαφορετικές αποστάσεις  $R$  παρατηρούμε ότι στον ίδιο ρυθμό μετάδοσης η μέση ισχύς καθώς και η καθυστέρηση είναι μικρότερη για μικρότερες αποστάσεις  $R$ .

### 3.5.1.2 Κατάσταση καναλιού

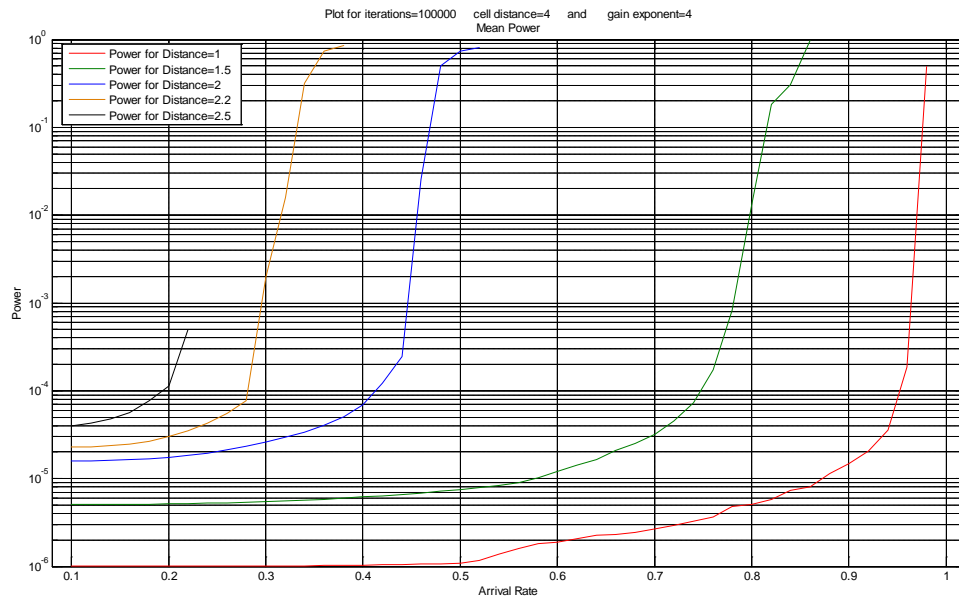
Για να την καλύτερη κατανόηση της λειτουργίας του αλγορίθμου ελέγχου ισχύος με τη χρήση στατιστικών, εξετάζουμε την κατάσταση (επεκτατική, ήπιας υποχώρησης ή απόλυτης υποχώρησης και λειτουργικό, υπερφορτωμένο ή μη λειτουργικό) στην οποία βρίσκεται ο πομπός στους διάφορους ρυθμούς άφιξης πακέτων. Σε αυτή την ανάλυση εξετάζουμε δύο τοπολογίες: απόσταση δεκτών  $D = 4$  και απόσταση πομπών και δεκτών  $R = 1.5$  και  $R = 2.2$ . Οι γραφικές παραστάσεις των καταστάσεων του καναλιού φαίνονται στα Γραφήματα 15 και 16 για  $R = 1.5$  και  $R = 2.2$  αντίστοιχα.

Μπορεί κανείς να παρατηρήσει τα ακόλουθα:

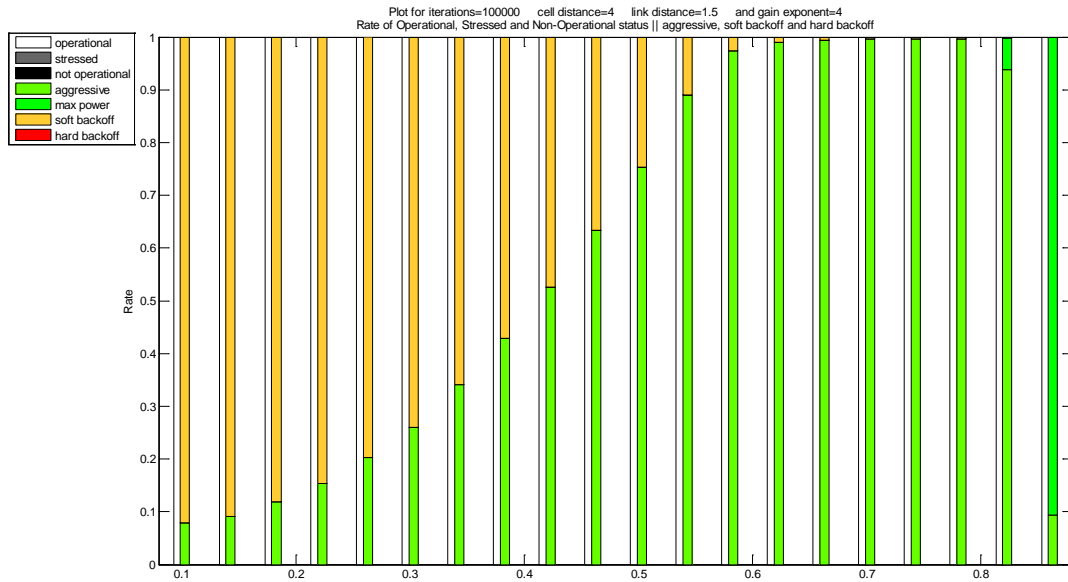
- Καθώς αυξάνεται ο ρυθμός μετάδοσης, και στις δύο αποστάσεις  $R$  οι περιοχές λειτουργίας μέγιστης ισχύος του πομπού (σκούρο πράσινο).
- Στην περίπτωση που η απόσταση είναι  $R = 1.5$ , ο πομπός βρίσκεται είτε στην επεκτατική περιοχή λειτουργίας είτε στην περιοχή ήπιας υποχώρησης, δηλαδή μπορεί να στέλνει συνεχώς πακέτα και δεν υποχωρεί ποτέ στη μετάδοση. Αυτό συμβαδίζει με τη διαίσθηση για την συμπεριφορά του πομπού σε αυτήν την τοπολογία: κανένας άλλος πομπός-παρεμβολέας δε βρίσκεται σε μικρότερη ακτίνα εκπομπής σε σχέση με τον ενδεδειγμένο πομπό ώστε να υπάρχει 'σύγκρουση' στη μετάδοση των πακέτων.
- Στην περίπτωση που η απόσταση είναι  $R = 2.2$  παρατηρούμε τον πομπό να υποχωρεί κατά τη διάρκεια της προσομοίωσης (κατάσταση απόλυτης υποχώρησης). Αυτό συμβαίνει γιατί σε αυτή την τοπολογία υπάρχει κάποιος πομπός σε ρόλο παρεμβολέα ο οποίος είναι πιο κοντά στο δέκτη σε σχέση με τον ενδεδειγμένο πομπό της ζεύξης. Παρατηρούμε τη δυναμική φύση του αλγορίθμου σε αυτή την περίπτωση: όταν δεν υπάρχουν παρεμβολείς που βρίσκονται κοντά στον δέκτη ο αλγόριθμος δεν υποχωρεί ώστε να επιτυγχάνεται η μεγαλύτερη δυνατή απόδοση. Όταν όμως παρουσιαστεί ένας ή περισσότεροι παρεμβολείς εντός της απόστασης εκπομπής  $R$  τότε ο πομπός υποχωρεί όταν αντιλαμβάνεται μεγάλη παρεμβολή στο δέκτη και με αυτό τον τρόπο υποχωρεί συνολικά και η παρεμβολή στο ασύρματο δίκτυο.



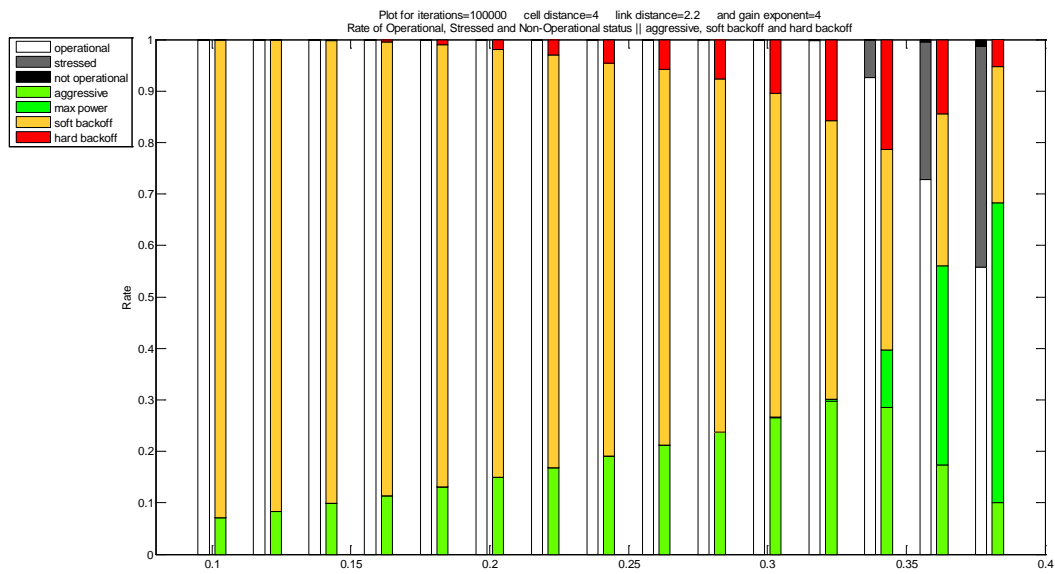
Γράφημα 13: Μέση καθυστέρηση όλων των ζεύξεων σε σχέση με το ρυθμό άφιξης για ασύμμετρη τοπολογία για διαφορετικές αποστάσεις  $R$  και  $D = 4$ . Ρυθμαπόδοση  $s_1$



Γράφημα 14: Μέση Ισχύς όλων των ζεύξεων σε σχέση με το ρυθμό άφιξης για ασύμμετρη τοπολογία για διαφορετικές αποστάσεις  $R$  και  $D = 4$ . Ρυθμαπόδοση  $s_1$



Γράφημα 15: Κατάσταση λειτουργίας για ρυθμαπόδοση  $s_1$  σε σχέση με το ρυθμό άφιξης όταν  $R = 1.5$  και  $D = 4$



Γράφημα 16: Κατάσταση λειτουργίας για ρυθμαπόδοση  $s_1$  σε σχέση με το ρυθμό άφιξης όταν  $R = 2.2$  και  $D = 4$



Διαισθητικά θα περίμενε κανείς σε αυτή την περίπτωση να μη μεταδίδει κανένας πομπός εφόσον ο δέκτης βρίσκεται σε μία 'πλημμύρα' παρεμβολής ακούγοντας περισσότερο άλλους πομπούς παρά τον δικό του. Εντούτοις, λόγω της υποχώρησης και της αποτελεσματικής ρύθμισης της ισχύος μεταδίδουμε με χαμηλότερο ρυθμό αλλά και συνολικά, με μικρότερη μέση ισχύ καθώς δεν καταναλώνεται άσκοπα ενέργεια όταν υπάρχει μεγάλη παρεμβολή στο δέκτη.

- Στην περίπτωση που η απόσταση είναι  $R = 1.5$  το κανάλι είναι πλήρως λειτουργικό σε όλη την διάρκεια της προσομοίωσης. Στην περίπτωση που η απόσταση είναι  $R = 2.2$  υπάρχουν περιοχές όπου το κανάλι είναι υπερφορτωμένο, δηλαδή ότι υπάρχει τόση παρεμβολή στο κανάλι ώστε ο πομπός να επιλέγει παράμετρο πίεσης συσσωρευμένων πακέτων μεγαλύτερη, θεωρητικά, από αυτή που αντιστοιχεί στη μέγιστη ισχύ  $p_M$ , χωρίς αυτό να σημαίνει ότι θα επιλεγθεί ισχύς μεγαλύτερη από τη μέγιστη του πομπού. Επιπλέον, σε αυτή την απόσταση  $R$  υπάρχει ένα χρονικό διάστημα όπου το κανάλι κρίνεται μη λειτουργικό, δηλαδή η ελάχιστη παρεμβολή που υπάρχει στο κανάλι δεν επιτρέπει την αποστολή πακέτου ακόμα και με τη μέγιστη ισχύ! Σε αυτή την περίπτωση, στα πλαίσια της προσομοίωσης, το χειριζόμαστε σαν υποχώρηση του πομπού προκειμένου να δοθεί περιθώριο υποχώρησης της παρεμβολής εφόσον η μέση καθυστέρηση μπορεί να φτάσει ένα αριθμό πακέτων. Στην περίπτωση του πραγματικού δικτύου θα μπορούσε κανείς να το χειριστεί σαν τερματισμό σύνδεσης ή σαν υποχώρηση ανάλογα με την υπηρεσία που προσφέρεται. Η υποχώρηση στην περίπτωση μη λειτουργικού καναλιού σε υπηρεσία μετάδοσης φωνής αντιστοιχεί σε μικρή διακοπή ήχου ενώ σε περίπτωση μεταφόρτωσης αρχείου σε προσωρινό 'πάγωμα' της σύνδεσης.

### 3.5.2 Συμμετρική τοπολογία

Στην ενότητα αυτή προσομοιώνουμε τον αλγόριθμο για τη συμμετρική τοπολογία, η οποία φαίνεται στο Παράρτημα Β, και συγκρίνουμε την συμμετρική με την ασύμμετρη τοπολογία για τις ίδιες παραμέτρους και αποστάσεις προκειμένου να συγκριθούν οι τοπολογίες ως προς τη χωρητικότητα, τη μέση ισχύ και καθυστέρηση για τον αλγόριθμο ελέγχου ισχύος με τη χρήση στατιστικών.

### 3.5.2.1 Ισχύς, Καθυστέρηση και Χωρητικότητα

Στα συγκεντρωτικά Γραφήματα 17 και 18 απεικονίζονται η μέση ισχύς και η καθυστέρηση για τις διάφορες εκτελέσεις του αλγορίθμου σε διαφορετικές αποστάσεις πομπού και δέκτη  $R$  για τη συμμετρική τοπολογία με ρυθμαπόδοση  $s_1$ .

Οι παρατηρήσεις για τη μέση ισχύ και τη μέση καθυστέρηση είναι οι ίδιες με αυτές της ενότητας 3.5.2.1, που αφορούν το ασύμμετρο κανάλι. Ωστόσο, η χωρητικότητα μεταβάλλεται. Σύγκριση της συμμετρικής και της ασύμμετρης τοπολογίας ως προς τη μέση ισχύ, τη μέση καθυστέρηση και τη χωρητικότητα πραγματοποιείται στην Ενότητα 3.5.3.

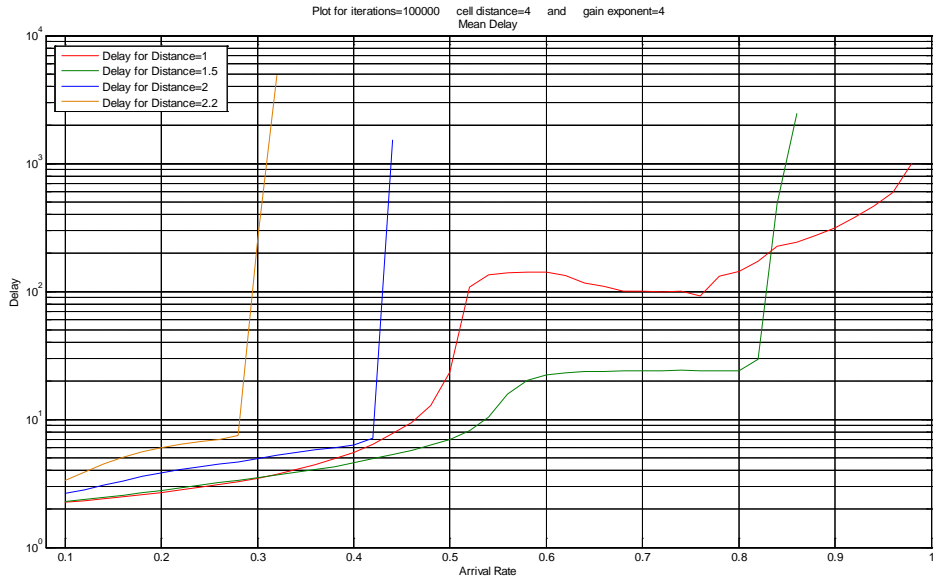
### 3.5.2.2 Κατάσταση καναλιού

Η κατάσταση του καναλιού, οι περιοχές λειτουργίας αλλάζουν καθώς η συμμετρική τοπολογία επιτυγχάνει μικρότερη χωρητικότητα σε σχέση με την ασύμμετρη τοπολογία. Συνεπώς παρατηρείται πιο επιθετική συμπεριφορά σε μικρότερους ρυθμούς άφιξης πακέτων. Στο Γράφημα 19 παρατίθεται η κατάσταση καναλιού για  $R = 2.2$ .

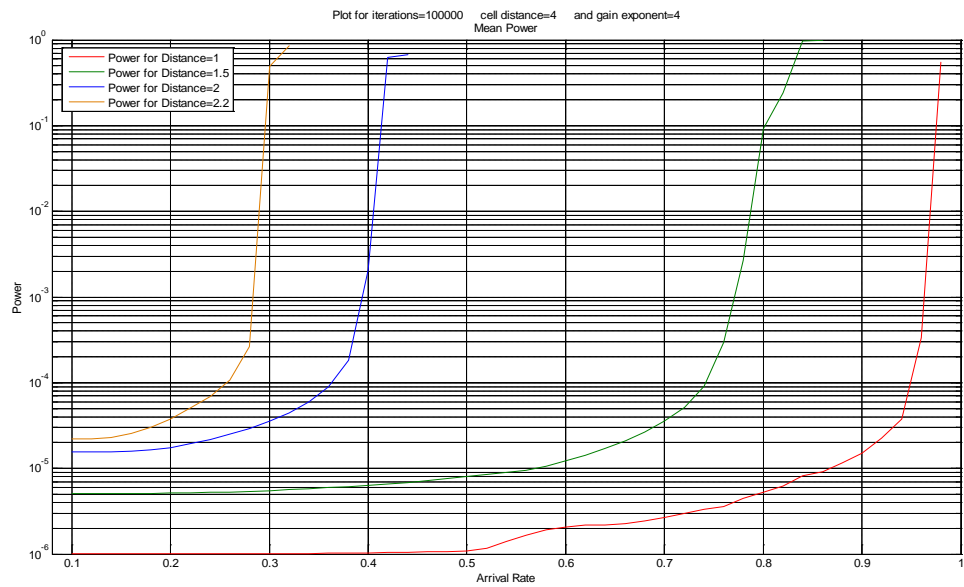
### 3.5.3 Σύγκριση Συμμετρικής - Ασύμμετρης τοπολογίας

Για τη σύγκριση της συμπεριφοράς του αλγορίθμου σε συμμετρική και ασύμμετρη τοπολογία σε κανάλι με ρυθμαπόδοση  $s_1$ , χρησιμοποιούμε το κριτήριο της χωρητικότητας. Όπως φαίνεται στον Πίνακα 2, η χωρητικότητα σε μικρές αποστάσεις  $R$  παραμένει η ίδια. Εντούτοις, σε μεγάλες αποστάσεις  $R$  φαίνεται ότι στη συμμετρική τοπολογία επιτυγχάνεται μικρότερη χωρητικότητα σε σχέση με την ασύμμετρη. Η συμμετρικότητα του δικτύου καταλήγει να δυσχεραίνει την αποστολή πακέτων με αποτέλεσμα να υποχωρούν λιγότερες ζεύξεις σε σχέση με την ασύμμετρη περίπτωση.

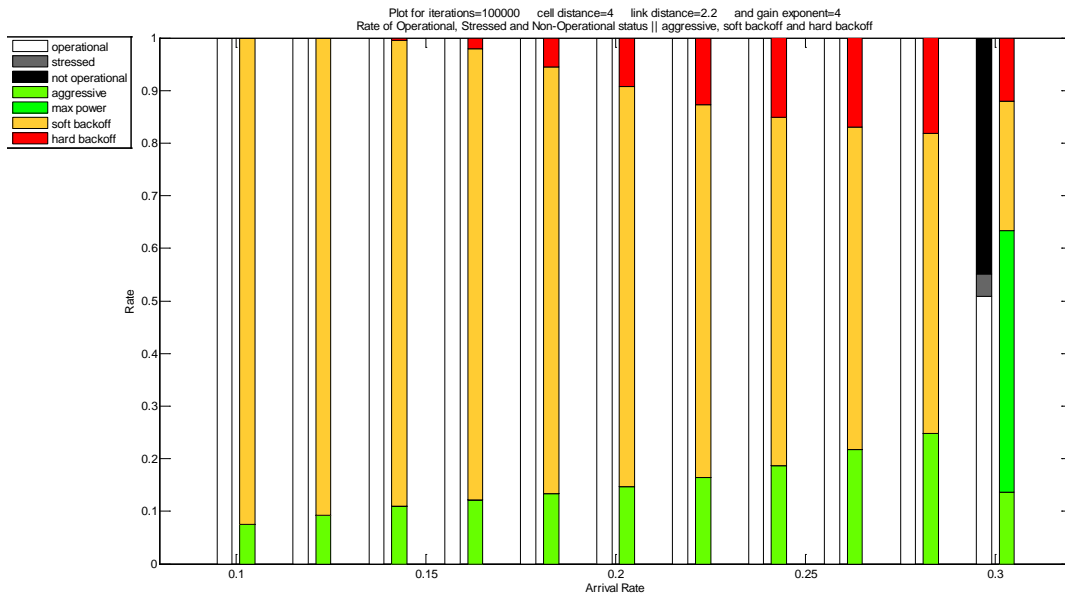
Στη συνέχεια εξετάζεται η συμπεριφορά του αλγορίθμου ως προς τη μέση καθυστέρηση και τη μέση ισχύ στις διαφορετικές τοπολογίες για διαφορετικές αποστάσεις πομπού-δέκτη. Η χωρητικότητα, όπως είδαμε παραπάνω, είναι ίδια στις μικρές αποστάσεις. Το ίδιο περίπου συμβαίνει για τη μέση ισχύ και τη μέση καθυστέρηση. Η διαφορά υπάρχει στις μεγαλύτερες αποστάσεις για τις οποίες παρατηρούμε ότι η μέση καθυστέρηση και η μέση ισχύς στην ασύμμετρη τοπολογία είναι μικρότερες για τον ίδιο ρυθμό άφιξης πακέτων, όπως αναμενόταν για τους λόγους που εξηγήσαμε παραπάνω. Παρατίθενται τα Γραφήματα όπου συγκρίνεται η ισχύς και η μέση καθυστέρηση συμμετρικής και ασύμμετρης τοπολογίας όταν είναι  $R = 2$  (Γραφήματα 20 και 21) και  $R = 2.2$  (Γραφήματα 22 και 23).



Γράφημα 17: Μέση καθυστέρηση σε σχέση με το ρυθμό άφιξης για συμμετρική τοπολογία, ρυθμαπόδοση  $s_1$  και διαφορετικές αποστάσεις  $R$  και  $D = 4$



Γράφημα 18: Μέση ισχύς σε σχέση με το ρυθμό άφιξης για συμμετρική τοπολογία, ρυθμαπόδοση  $s_1$  και διαφορετικές αποστάσεις  $R$  και  $D = 4$



Γράφημα 19: Κατάσταση καναλιού με ρυθμαπόδοση  $s_1$  για συμμετρικό δίκτυο σε σχέση με το ρυθμό άφιξης για  $R = 2.2$  και  $D = 4$

Πίνακας 2

Χωρητικότητα Δικτύου για Συμμετρική και Ασύμμετρη Τοπολογία για ρυθμαπόδοση $s_1$		
Απόσταση Πομπού –Δέκτη (R)	Ασύμμετρη Τοπολογία (packets/slot)	Συμμετρική Τοπολογία (packets/slot)
1.0	0.98	0.98
1.5	0.86	0.86
2.0	0.52	0.46
2.2	0.38	0.30
2.5	0.22	0.20

### 3.6 ΑΞΙΟΛΟΓΗΣΗ ΑΛΓΟΡΙΘΜΟΥ ΓΙΑ ΚΑΝΑΛΙ ΜΕ ΡΥΘΜΑΠΟΔΟΣΗ $s_2$

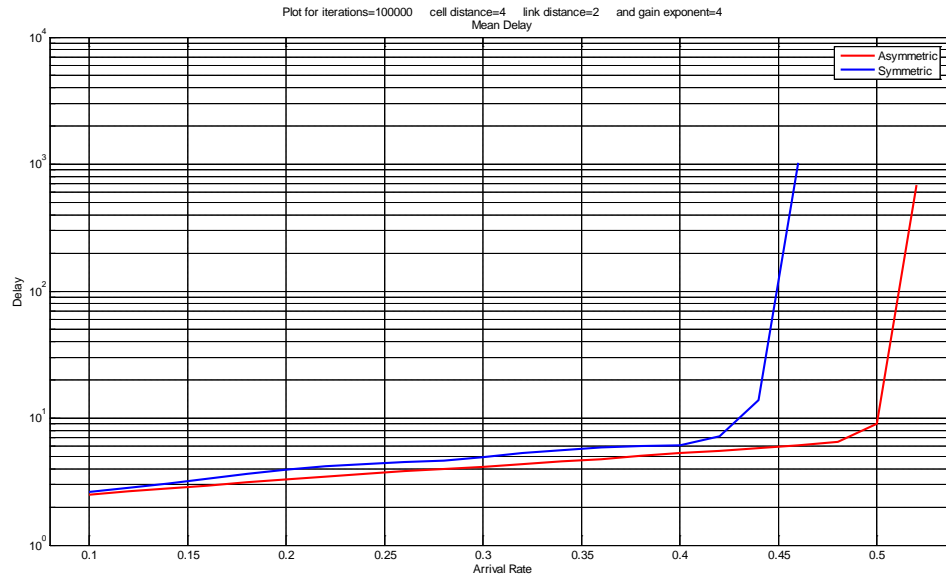
Σε αυτή την ενότητα κάνουμε προσομοίωση του αλγορίθμου για διάφορες αποστάσεις του πομπού και του δέκτη  $R$  όταν το κανάλι έχει ρυθμαπόδοση  $s_2$ .

#### 3.6.1 *Ασύμμετρη τοπολογία*

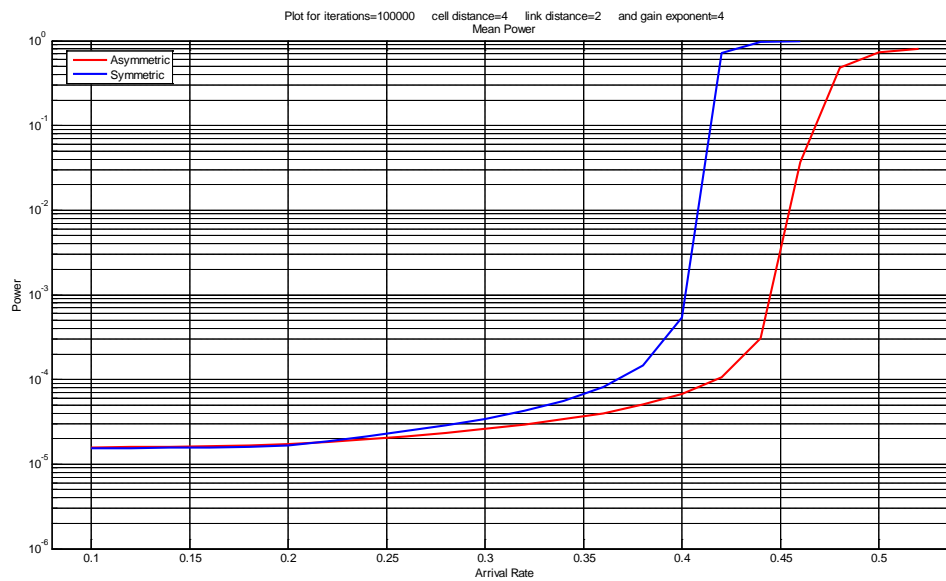
Παρατίθενται τα Γραφήματα 24 και 25 για τη μέση καθυστέρηση και μέση ισχύ σε διάφορες αποστάσεις  $R$  για ασύμμετρη τοπολογία. Οι γενικές παρατηρήσεις για τη συμπεριφορά του αλγορίθμου με ρυθμαπόδοση  $s_2$  είναι ίδιες με αυτές που αφορούν τη ρυθμαπόδοση  $s_1$  της Ενότητας 3.5.

#### 3.6.2 *Συμμετρική Τοπολογία*

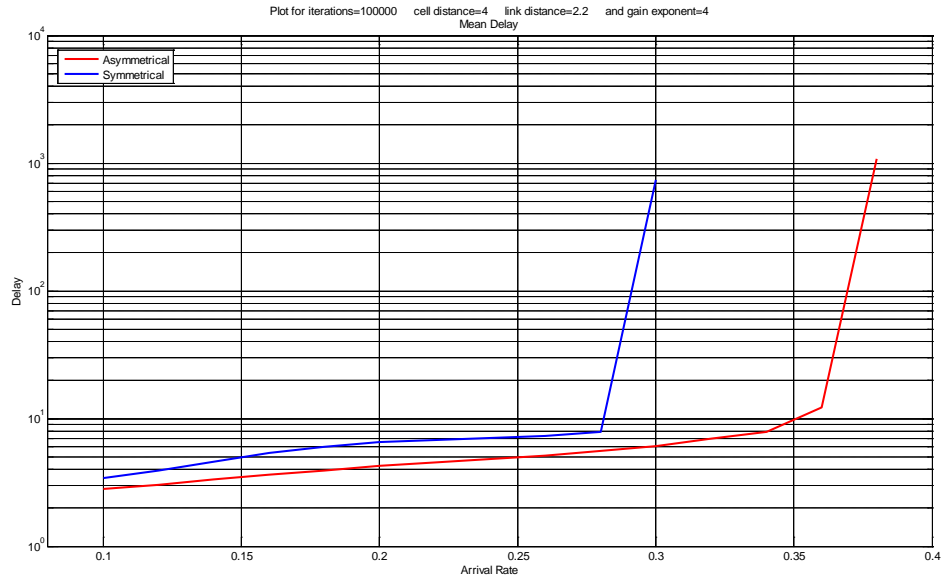
Παρατίθενται τα Γραφήματα 26 και 27 για τη μέση καθυστέρηση και μέση ισχύ σε διάφορες αποστάσεις  $R$  για συμμετρική τοπολογία.



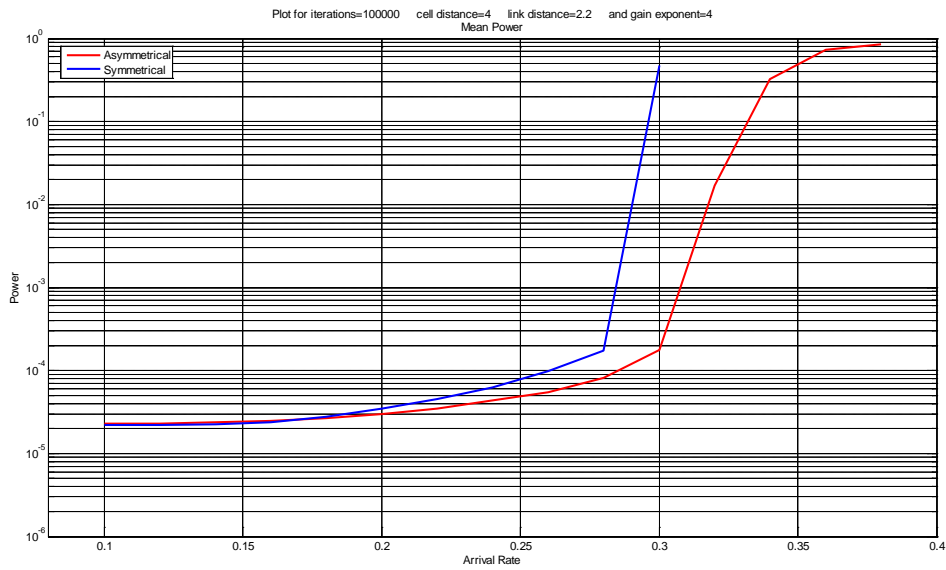
Γράφημα 20: Μέση καθυστέρηση συμμετρικής και ασύμμετρης τοπολογίας σε σχέση με το ρυθμό άφιξης για  $R = 2$ ,  $D = 4$  και ρυθμαπόδοση  $s_1$



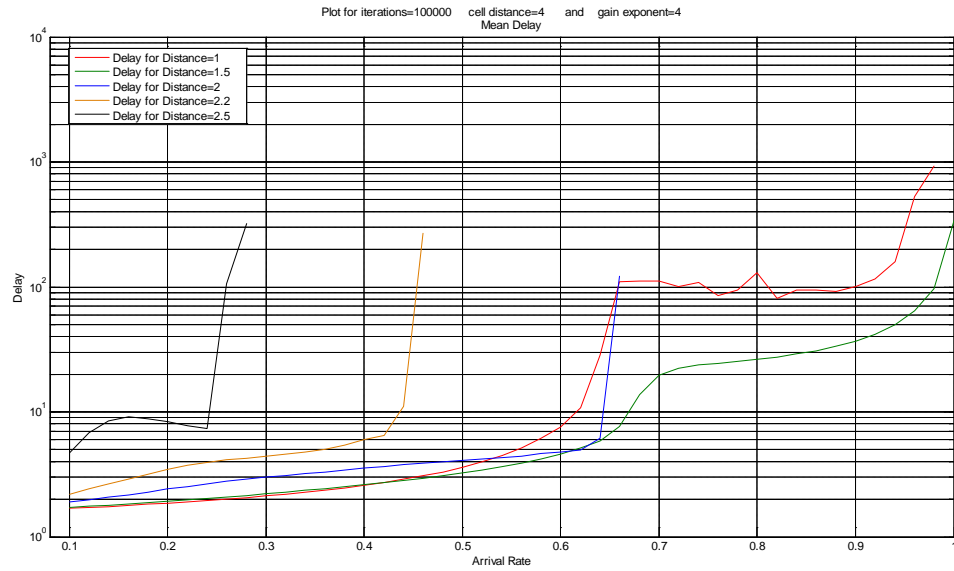
Γράφημα 21: Μέση ισχύς συμμετρικής και ασύμμετρης τοπολογίας σε σχέση με το ρυθμό άφιξης για  $R = 2$ ,  $D = 4$  και ρυθμαπόδοση  $s_1$



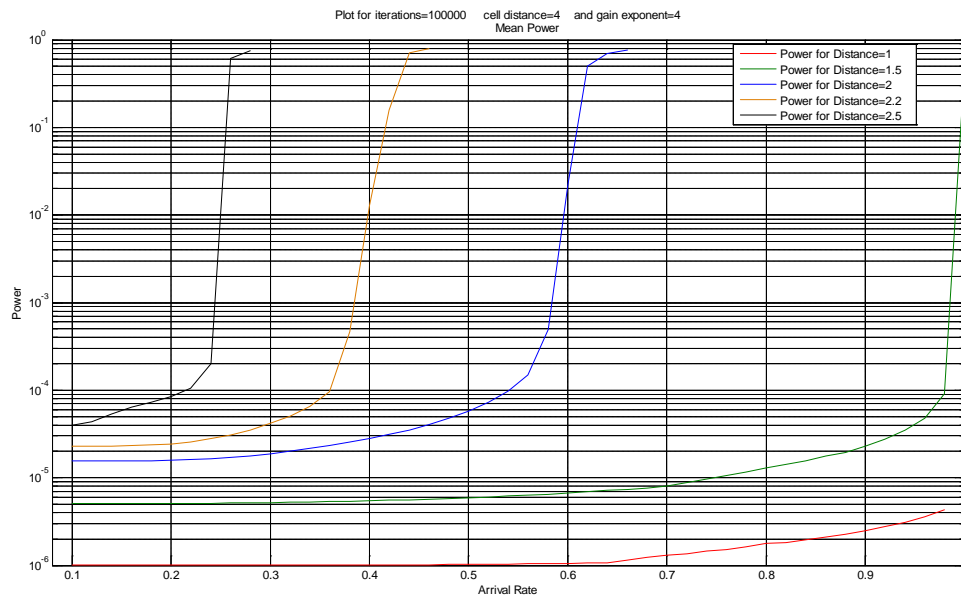
Γράφημα 22: Μέση καθυστέρηση συμμετρικής και ασύμμετρης τοπολογίας σε σχέση με το ρυθμό άφιξης για  $R = 2.2$ ,  $D = 4$  και ρυθμαπόδοση  $s_1$



Γράφημα 23: Μέση ισχύς συμμετρικής και ασύμμετρης τοπολογίας σε σχέση με το ρυθμό άφιξης για  $R = 2.2$ ,  $D = 4$  και ρυθμαπόδοση  $s_1$

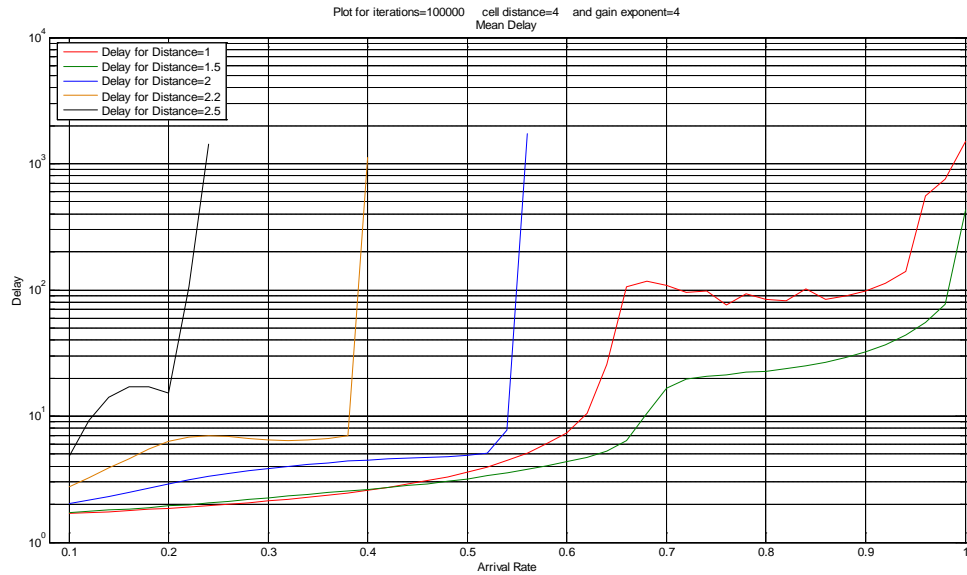


Γράφημα 24: Μέση καθυστέρηση ασύμμετρης τοπολογίας σε σχέση με το ρυθμό άφιξης για διάφορα  $R, D = 4$  και ρυθμαπόδοση  $s_2$

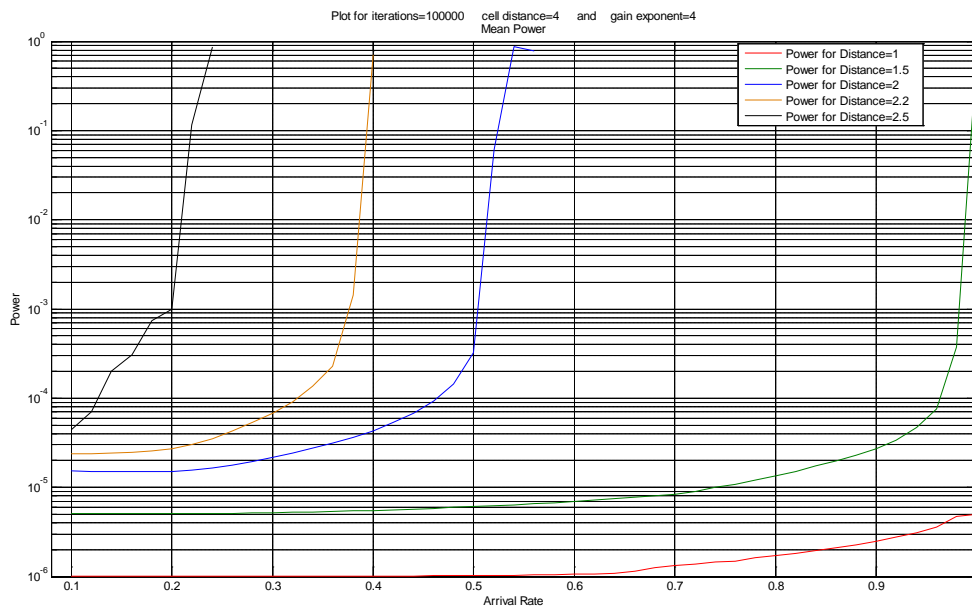


Γράφημα 25: Μέση ισχύς ασύμμετρης τοπολογίας σε σχέση με το ρυθμό άφιξης για διάφορα  $R, D = 4$  και ρυθμαπόδοση  $s_2$





Γράφημα 26: Μέση καθυστέρηση συμμετρικής τοπολογίας σε σχέση με το ρυθμό άφιξης για διάφορα  $R$ ,  $D = 4$  και ρυθμαπόδοση  $s_2$



Γράφημα 27: Μέση ισχύς συμμετρικής τοπολογίας σε σχέση με το ρυθμό άφιξης για διάφορα  $R$ ,  $D = 4$  και ρυθμαπόδοση  $s_2$

## ΚΕΦΑΛΑΙΟ 4 : ΣΤΑΤΙΚΟΣ PCMA

Σε αυτό το κεφάλαιο μελετούμε τη συνάρτηση πίεσης συσσωρευμένων πακέτων  $X(b)$  που χρησιμοποιεί ο αλγόριθμος ελέγχου ισχύος με τη χρήση στατιστικών. Επεξεργαζόμενοι τις διαφορετικές συναρτήσεις πίεσης όπως προκύπτουν για διαφορετικούς ρυθμούς αφίξεων πακέτων, επιδιώκουμε να σχεδιάσουμε μια στατική συνάρτηση πίεσης η οποία θα μεγιστοποιεί τη χωρητικότητα του συστήματος και συγκρίνουμε με τον δυναμικό αλγόριθμο του προηγούμενου κεφαλαίου. Αυτή η ανάλυση, θα μας βοηθήσει στο επόμενο κεφάλαιο στο σχεδιασμό μιας ευρετικής δυναμικής συνάρτησης πίεσης με βάση τον ανηγμένο θερμικό θόρυβο.

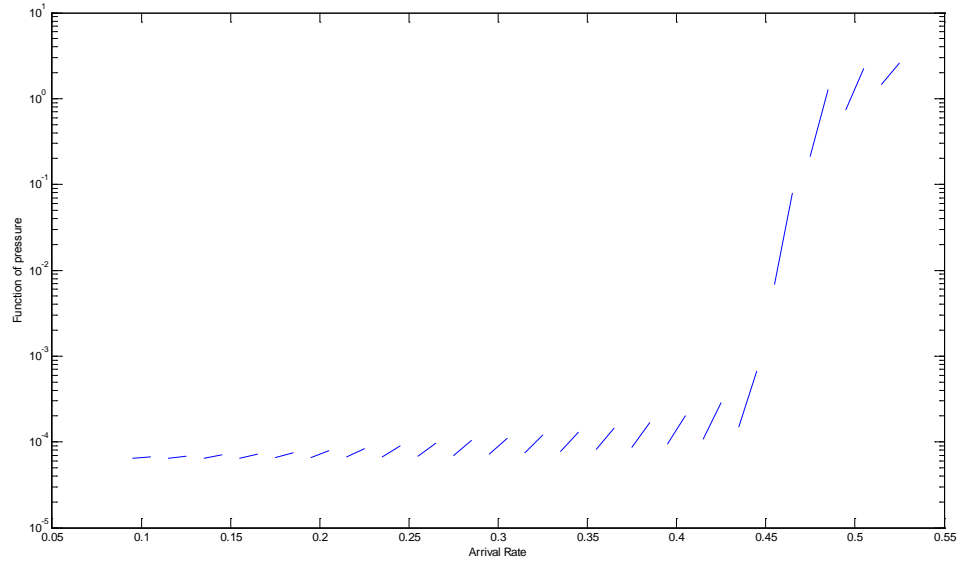
### 4.1 ΥΠΟΛΟΓΙΣΜΟΣ ΣΥΝΑΡΤΗΣΗΣ ΠΙΕΣΗΣ

Με τη χρήση δεδομένων από τον αλγόριθμο ελέγχου ισχύος με τη χρήση στατιστικών είναι δυνατόν να προσδιοριστεί η συνάρτηση πίεσης  $X(b)$  την οποία χρησιμοποιεί ο πομπός προκειμένου να επιλέξει τη στιγμιαία ισχύ εκπομπής. Η συνάρτηση πίεσης  $X(b)$  έχει τη γραμμική μορφή που ορίστηκε στη σχέση (26).

Για να μελετήσουμε πως μεταβάλλεται η  $X(b)$  ανάλογα με το ρυθμό άφιξης πακέτων, κατασκευάσαμε γραφήματα ανάλογα με την εκάστοτε ρυθμαπόδοση  $s$  τα οποία απεικονίζουν τη γραμμική παρεμβολή των τιμών  $x_1$  και  $x_F$  σταθερού οριζώντιου εύρους και είναι κεντραρισμένα ως προς τον αντίστοιχο ρυθμό άφιξης. Με αυτόν τον τρόπο είναι δυνατή η άμεση γεωμετρική σύγκριση της κλίσης και μετατόπισης μεταξύ των διαφορετικών συναρτήσεων πίεσης  $X(b)$ .

### 4.2 ΣΤΑΤΙΚΟΣ ΑΛΓΟΡΙΘΜΟΣ ΓΙΑ ΡΥΘΜΑΠΟΔΟΣΗ $s_1$

Για να προσδιοριστεί η στατική συνάρτηση για ρυθμαπόδοση  $s_1$  χρησιμοποιήσαμε την ασύμμετρη τοπολογία όταν η απόσταση του πομπού και του δέκτη είναι  $R = 2$ . Το Γράφημα 28 αποτελεί γραφική παράσταση των  $X(b)$  για διαφορετικούς ρυθμούς άφιξης.



Γράφημα 28: Συνάρτηση πίεσης  $X(b)$  όλων των ζεύξεων με ρυθμαπόδοση  $s_1$

Μια παρατήρηση για τη μορφή του Γραφήματος 28 είναι ότι καθώς μεταβαίνουμε σε υψηλούς ρυθμούς άφιξης πακέτων κοντά στο όριο χωρητικότητας, τόσο η τιμή  $x_1$  όσο και η  $x_F$  αυξάνουν απότομα.

Ποια όμως απ' όλες αυτές τις συναρτήσεις του Γραφήματος 28 είναι η κατάλληλη; Διεξήχθησαν πειράματα για διάφορες τιμές της  $X(b)$  ώστε να παρατηρηθεί ποια είναι η καλύτερη πρώτα ως προς τη χωρητικότητα και κατόπιν ως προς την μέση καθυστέρηση και τη μέση ισχύ και επιλέχθηκαν τρεις συναρτήσεις από το Γράφημα 28:

1. Τη συνάρτηση που αντιστοιχεί στο μικρότερο ρυθμό άφιξης:

$$X(b) = 2.83 \cdot 10^{-6} \cdot b + 6.12 \cdot 10^{-5}$$

2. Τη συνάρτηση του μισού ρυθμού άφιξης από το όριο χωρητικότητας:

$$X(b) = 3.89 \cdot 10^{-5} \cdot b + 3.29 \cdot 10^{-5}$$

3. Τη συνάρτηση που αντιστοιχεί ένα βήμα πριν το όριο χωρητικότητας:

$$X(b) = 1.52 \cdot b - 0.80$$

Προσομοιώνοντας το δίκτυο με τις τρεις πιο πάνω συναρτήσεις, η επίδοση του αλγορίθμου απεικονίζονται στα Γραφήματα 29 και 30, μέση ισχύς και μέση καθυστέρηση πακέτου, αντίστοιχα. Παρατηρούμε ότι η 1<sup>η</sup> με τη 2<sup>η</sup> συνάρτηση έχουν παρόμοια συμπεριφορά, με τη 2<sup>η</sup> να επιτυγχάνει ελαφρώς υψηλότερη χωρητικότητα (0.54 πακέτων/χρονοθυρίδα έναντι 0.52 πακέτων/χρονοθυρίδα) και μικρότερη μέση καθυστέρηση, χρησιμοποιώντας όμως μεγαλύτερη μέση ισχύ, όχι σημαντικά

μεγαλύτερη. Σημαντικό είναι όμως ότι επιτυγχάνει καλύτερη αξιοποίηση του ασύρματου καναλιού. Αντίθετα, η 3<sup>η</sup> συνάρτηση, λόγω των μεγάλων τιμών που λαμβάνει, χρησιμοποιεί σημαντικά υψηλότερα επίπεδα μέσης ισχύος και φαίνεται. Ενώ έχουμε αρκετά μικρότερη μέση καθυστέρηση για ρυθμό άφιξης μικρότερο των 0.5 πακέτων/χρονοθυρίδα η 3η συνάρτηση δεν επιτυγχάνει μεγαλύτερη χωρητικότητα.

Ακολούθως μελετούμε τη συμπεριφορά των συναρτήσεων (2) και (3) ως προς την κατάσταση λειτουργίας του πομπού. Το Γράφημα 31 απεικονίζει την κατάσταση λειτουργίας του πομπού για τη συνάρτηση (2) και το Γράφημα 32 για τη συνάρτηση (3).

Όπως παρατηρούμε από τα γραφήματα, η συνάρτηση (2) οδηγεί τον πομπό σε δύο καταστάσεις: επεκτατική και ήπιας υποχώρησης χωρίς χρήση μέγιστης ισχύος  $p_M$ . Η συνάρτηση (3) προσθέτει άλλη μια περιοχή: αυτή μέγιστης ισχύος. Αυτό οφείλεται στο ότι η συνάρτηση (3) οδηγεί το  $X(b)$  στην τιμή  $x_M$  πιο εύκολα λόγω των μεγάλων τιμών που λαμβάνει. Αυτός είναι ο λόγος που η συνάρτηση (3) είναι πιο επιθετική και τελικά οδηγεί σε μεγαλύτερο επίπεδο μέσης ισχύος και σε μικρότερο επίπεδο μέσης καθυστέρησης.

Παρομοίως, για τη συμμετρική τοπολογία, διεξήχθησαν τα ίδια πειράματα με απόσταση πομπού-δέκτη  $R = 2.2$ . Οι συναρτήσεις που εξήχθησαν από τη δυναμική περίπτωση είναι οι ακόλουθες:

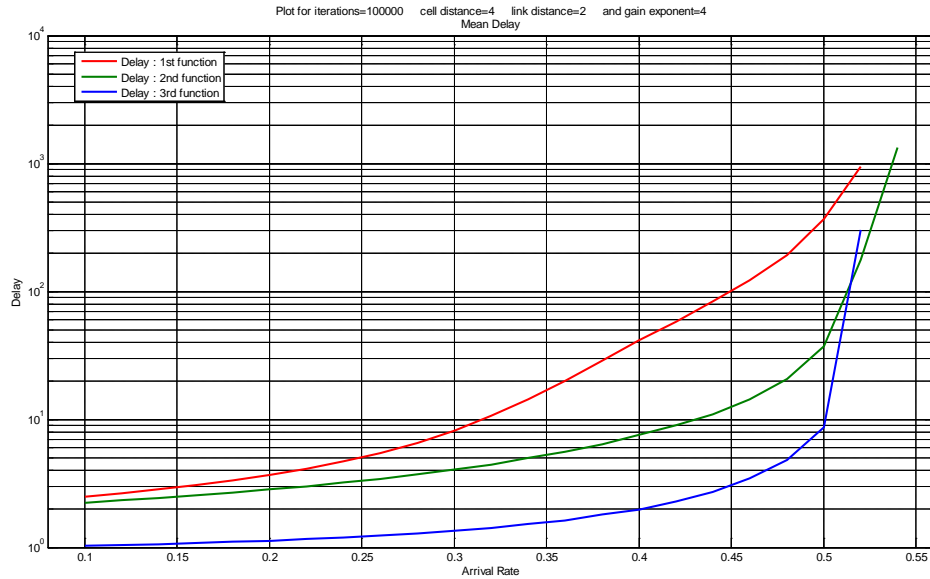
$$1. X(b) = 6.99 \cdot 10^{-6} \cdot b + 8.68 \cdot 10^{-5}$$

$$2. X(b) = 5.8 \cdot 10^{-5} \cdot b + 4.33 \cdot 10^{-5}$$

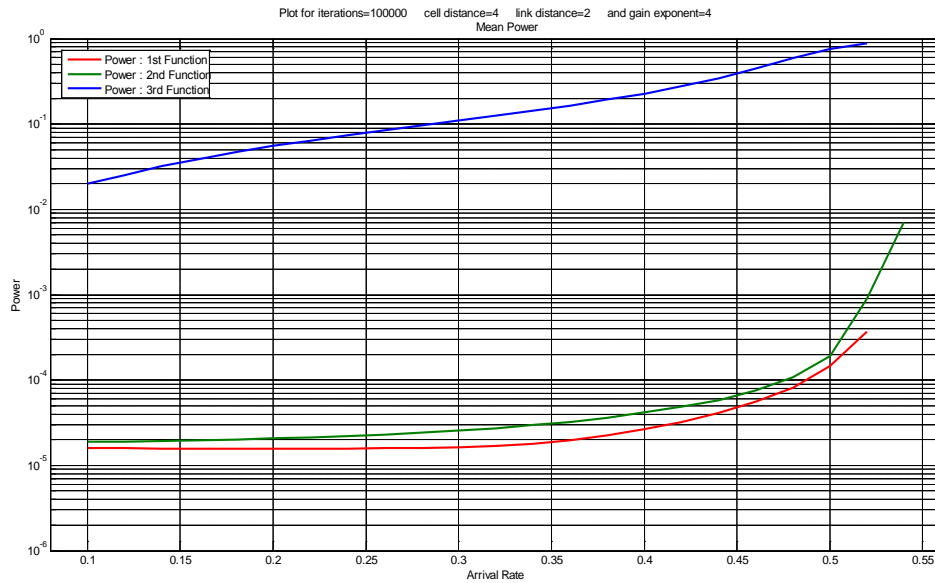
$$3. X(b) = 3.58 \cdot 10^{-4} \cdot b - 2.26 \cdot 10^{-4}$$

Στα Γραφήματα 33 και 34 φαίνεται η μέση ισχύς και η μέση καθυστέρηση είναι σε σχέση με το ρυθμό άφιξης.

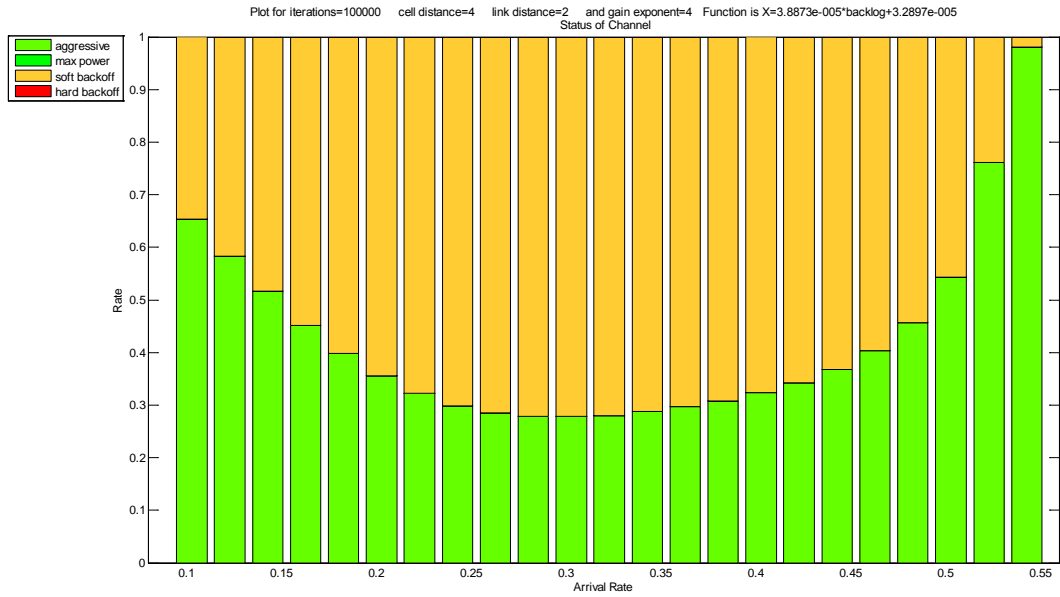
Η 1<sup>η</sup> συνάρτηση απορρίπτεται καθώς επιτυγχάνει μικρή χωρητικότητα σε σχέση με τις άλλες. Η 2<sup>η</sup> και η 3<sup>η</sup> συνάρτηση παρουσιάζουν παρόμοια συμπεριφορά ως προς τη μέση ισχύ και την καθυστέρηση και επιτυγχάνουν την ίδια χωρητικότητα.



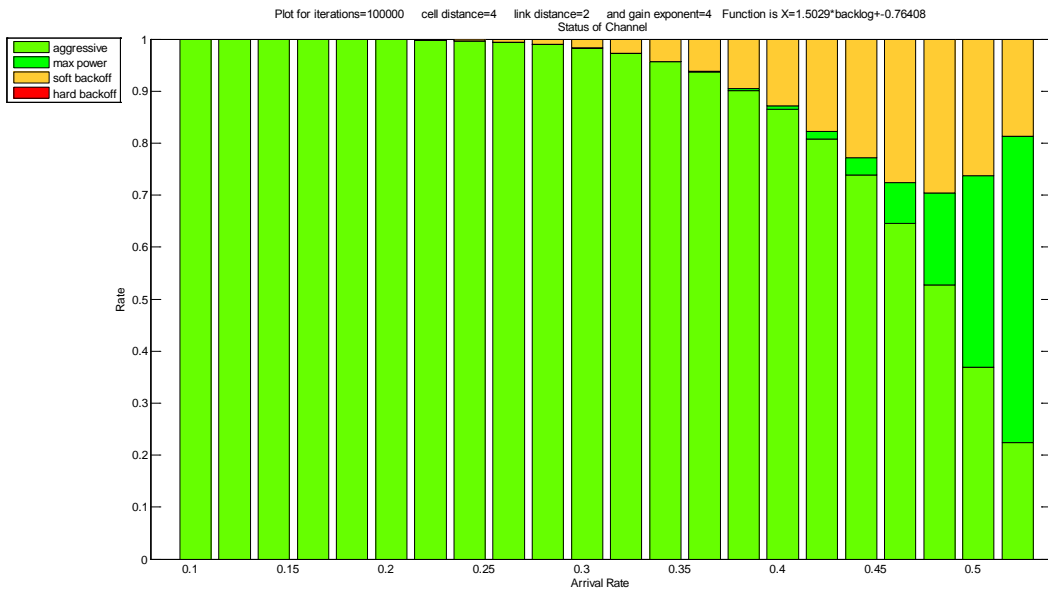
Γράφημα 29: Μέση καθυστέρηση ως προς τον ρυθμό άφιξης του Στατικού Αλγορίθμου όταν  $R = 2$ ,  $D = 4$  σε ασύμμετρη τοπολογία με ρυθμαπόδοση  $s_1$ . Χρήση των συναρτήσεων (1) (2) και (3)



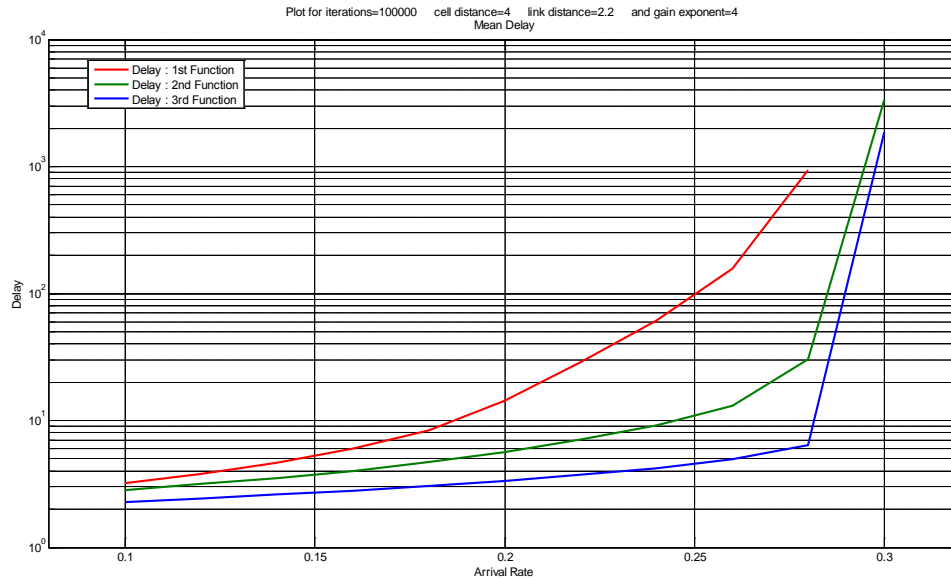
Γράφημα 30: Μέση ισχύς ως προς τον ρυθμό άφιξης του Στατικού Αλγορίθμου όταν  $R = 2$ ,  $D = 4$  σε ασύμμετρη τοπολογία με ρυθμαπόδοση  $s_1$ . Χρήση των συναρτήσεων (1) (2) και (3)



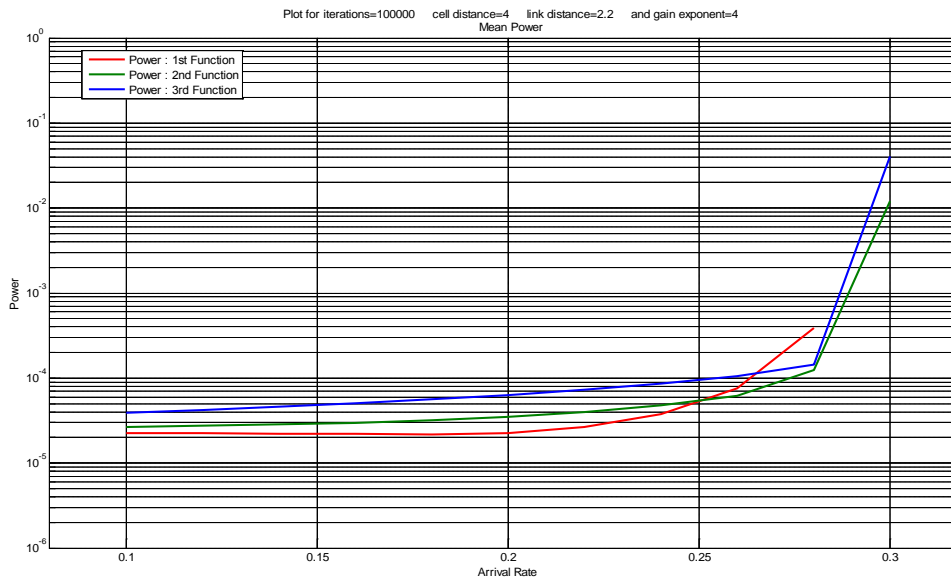
Γράφημα 31: Κατάσταση καναλιού με ρυθμαπόδοση  $s_1$  όταν γίνεται χρήση της συνάρτησης πίεσης (2) με  $R = 2$  και  $D = 2$ , ασύμμετρη τοπολογία



Γράφημα 32: Κατάσταση καναλιού με ρυθμαπόδοση  $s_1$  όταν γίνεται χρήση της συνάρτησης πίεσης (2) με  $R = 2.2$  και  $D = 2$ , ασύμμετρη τοπολογία



Γράφημα 33: Μέση καθυστέρηση ως προς τον ρυθμό άφιξης του Στατικού Αλγορίθμου όταν  $R = 2.2$  και  $D = 4$  σε συμμετρική τοπολογία με τη χρήση των συναρτήσεων (1) (2) (3). Ρυθμαπόδοση  $s_1$ .



Γράφημα 34: Μέση ισχύς ως προς τον ρυθμό άφιξης του Στατικού Αλγορίθμου όταν  $R = 2.2$  και  $D = 4$  σε συμμετρική τοπολογία με τη χρήση των συναρτήσεων (1) (2) (3). Ρυθμαπόδοση  $s_1$

### 4.3 ΣΤΑΤΙΚΟΣ ΑΛΓΟΡΙΘΜΟΣ ΓΙΑ ΡΥΘΜΑΠΟΔΟΣΗ $s_2$

Για κανάλι με ρυθμαπόδοση  $s_2$  εργαζόμαστε όπως και στην ενότητα (4.2.1) προκειμένου να εξαχθούν οι συναρτήσεις πίεσης συσσωρευμένων πακέτων  $X(b)$ . Για ασύμμετρη τοπολογία δικτύου όταν η απόσταση πομπού-δέκτη είναι  $R = 2$  οι συναρτήσεις πίεσης  $X(b)$  είναι οι ακόλουθες:

1.  $X(b) = 1.09 \cdot 10^{-6} \cdot b + 4.24 \cdot 10^{-5}$
2.  $X(b) = 2.67 \cdot 10^{-5} \cdot b + 2.18 \cdot 10^{-5}$
3.  $X(b) = 0.96 \cdot b - 0.21$

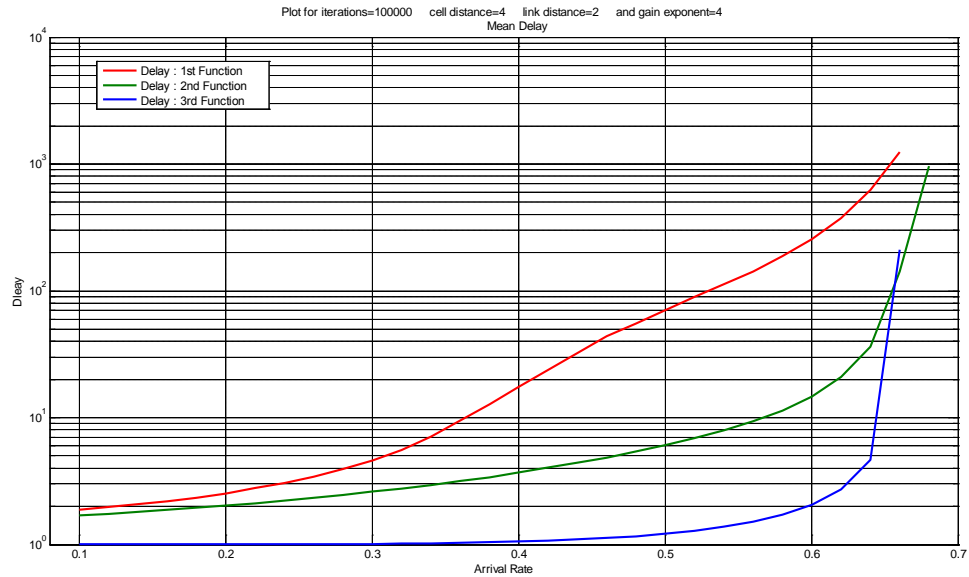
Τα Γραφήματα 35 και 36 απεικονίζουν τη μέση ισχύ και τη μέση καθυστέρηση ως προς το ρυθμό άφιξης πακέτων όταν γίνεται χρήση των συναρτήσεων πίεσης συσσωρευμένων πακέτων (1), (2) και (3). Όπως φαίνεται από τα γραφήματα, η συνάρτηση (2) είναι η καλύτερη καθώς επιτυγχάνει μέγιστη χωρητικότητα με την ελάχιστη χρήση μέσης ισχύος.

Κατόπιν, μελετούμε τη συμμετρική τοπολογία για κανάλι με ρυθμαπόδοση  $s_2$  και για απόσταση πομπού-δέκτη  $R = 2.2$ . Οι συναρτήσεις που εξήχθησαν είναι οι ακόλουθες:

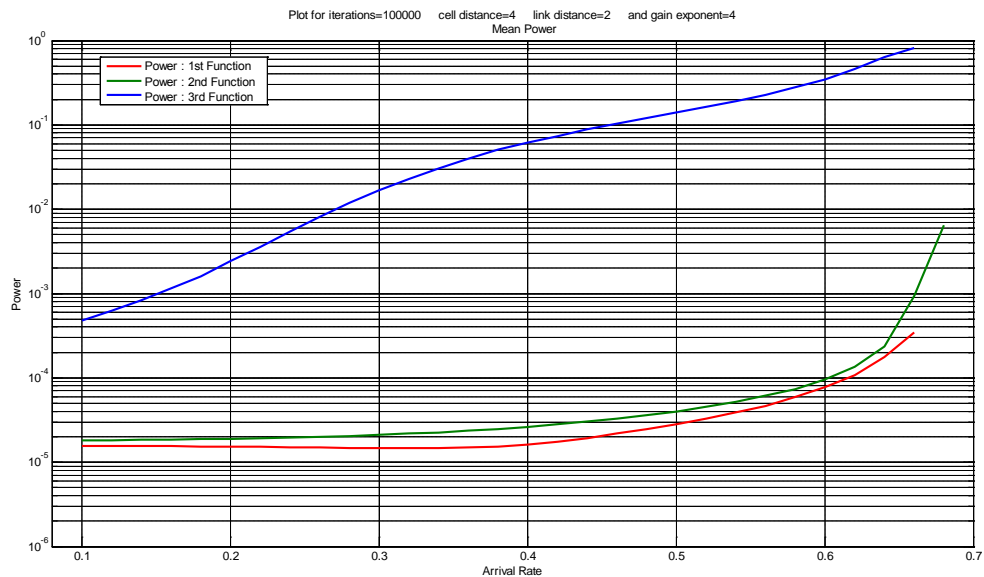
1.  $X(b) = 3.13 \cdot 10^{-6} \cdot b + 6.05 \cdot 10^{-5}$
2.  $X(b) = 2.01 \cdot 10^{-5} \cdot b + 4.69 \cdot 10^{-5}$
3.  $X(b) = 10^{-3} \cdot b - 8.46 \cdot 10^{-4}$

Τα Γραφήματα της μέσης καθυστέρησης και της μέσης ισχύος με τη χρήση των συναρτήσεων αυτών είναι τα 37 και 38. Όπως φαίνεται, η συνάρτηση (2) αντιδρά καλύτερα ως προς τη μέση καθυστέρηση, τη χωρητικότητα και τη μέση ισχύ.

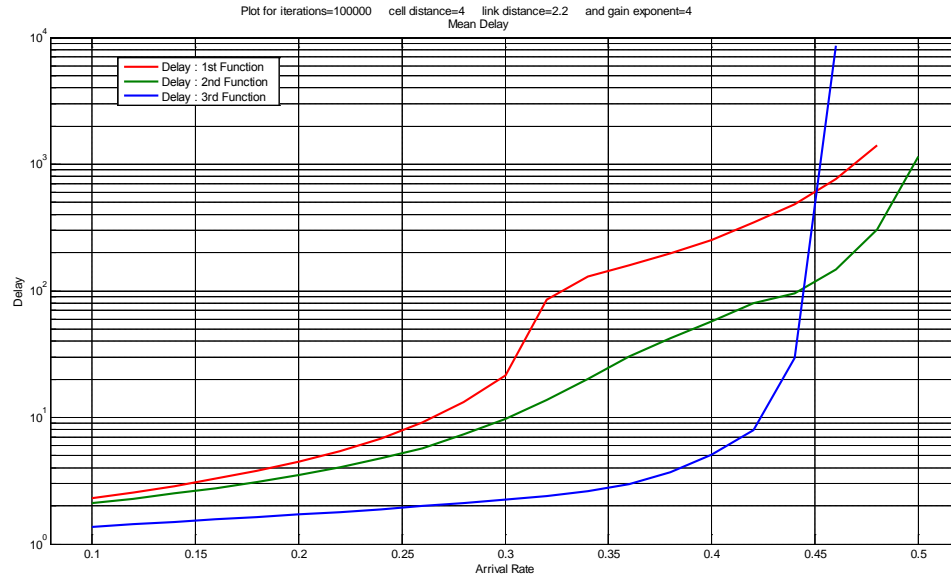




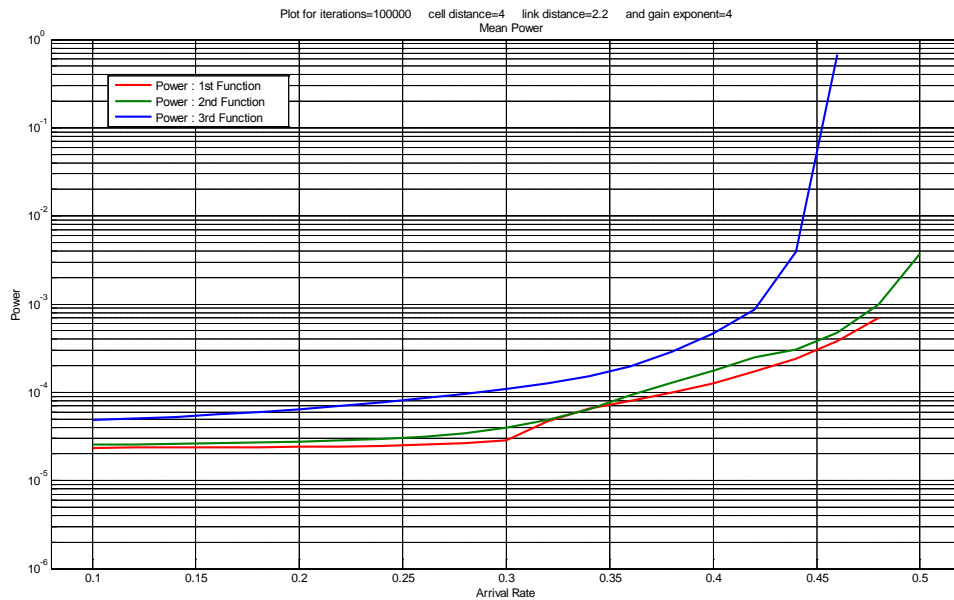
Γράφημα 35: Μέση Καθυστέρηση ως προς τον ρυθμό άφιξης του Στατικού Αλγορίθμου όταν  $R = 2$ ,  $D = 4$  σε ασύμμετρη τοπολογία με τη χρήση των συναρτήσεων (1) (2) (3).  
Ρυθμαπόδοση  $s_2$



Γράφημα 36: Μέση Ισχύς ως προς τον ρυθμό άφιξης του Στατικού Αλγορίθμου όταν  $R = 2$ ,  $D = 4$  σε ασύμμετρη τοπολογία με τη χρήση των συναρτήσεων (1) (2) (3).  
Ρυθμαπόδοση  $s_2$



Γράφημα 37: Μέση Καθυστέρηση ως προς τον ρυθμό άφιξης του Στατικού Αλγορίθμου όταν  $R = 2.2$ ,  $D = 4$  σε συμμετρική τοπολογία με τη χρήση των συναρτήσεων (1) (2) (3). Ρυθμαπόδοση  $s_2$ .



Γράφημα 38: Μέση Ισχύς ως προς τον ρυθμό άφιξης του Στατικού Αλγορίθμου όταν  $R = 2.2$ ,  $D = 4$  σε συμμετρική τοπολογία με τη χρήση των συναρτήσεων (1) (2) (3). Ρυθμαπόδοση  $s_2$ .

## ΚΕΦΑΛΑΙΟ 5: ΔΥΝΑΜΙΚΟΣ PCMA ΘΕΡΜΙΚΟΥ ΘΟΡΥΒΟΥ

### 5.1 ΜΕΤΑΒΑΣΗ ΣΕ ΔΥΝΑΜΙΚΟ PCMA ΘΕΡΜΙΚΟΥ ΘΟΡΥΒΟΥ

Στο προηγούμενο κεφάλαιο, χρησιμοποιήσαμε τον αλγόριθμο με χρήση στατιστικών για να σχεδιάσουμε τη συνάρτηση πίεσης  $X(b)$  ενός στατικού αλγορίθμου. Σε αυτό το κεφάλαιο χρησιμοποιούμε τις ιδιότητες που προκύπτουν από τη στατική συνάρτηση πίεσης  $X(b)$  η οποία είχε προσδιοριστεί στο Κεφάλαιο 4 και, δημιουργούμε μία νέα κλάση δυναμικά προσαρμοζόμενων αλγορίθμων ελέγχου ισχύος που βασίζονται στο θερμικό θόρυβο της ασύρματης ζεύξης.

### 5.2 ΑΛΓΟΡΙΘΜΟΣ ΘΕΡΜΙΚΟΥ ΘΟΡΥΒΟΥ ΓΙΑ ΡΥΘΜΑΠΟΔΟΣΗ $s_1$

Από τις συναρτήσεις του στατικού αλγορίθμου, επιλέγουμε τη συνάρτηση (2) του Κεφαλαίου 4.1.1.1 από το στατικό αλγόριθμο για ρυθμαπόδοση  $s_1$  σε ασύμμετρο δίκτυο και απόσταση πομπού-δέκτη  $R = 2$ . Η συγκεκριμένη συνάρτηση οποία είχε καλύτερες επιδόσεις από τις υπόλοιπες και οδήγησε το στατικό αλγόριθμο στη μεγαλύτερη χωρητικότητα με την ελάχιστη δυνατή χρήση ισχύος σε σχέση με τις υπόλοιπες συναρτήσεις πίεσης:

$$X(b) = 3.89 \cdot 10^{-5} \cdot b + 3.29 \cdot 10^{-5} \quad (31)$$

Στη σχέση (31), ο πολλαπλασιαστικός όρος καθώς και ο προσθετικός είναι της τάξης του ανηγμένου, στο πομπό, θερμικού θορύβου του δέκτη, για τη συγκεκριμένη τοπολογία. Πιο συγκεκριμένα, για απόσταση πομπού-δέκτη  $R = 2$  ο θερμικός θόρυβος του δέκτη, ανηγμένος στον πομπό είναι  $\zeta_{0n} = \frac{\eta_n}{g_n} = 1.6 \cdot 10^{-5}$ , όπου  $\eta_n$  ο θερμικός θόρυβος στο δέκτη και  $g_n$  το κέρδος της  $n$ -στής ζεύξης. Χωρίς αυτό να αποκαλύπτει κάποια γενική ιδιότητα, χρησιμοποιήθηκε αυτή η παρατήρηση προκειμένου να δημιουργηθεί μια νέα κλάση συναρτήσεων που χρησιμοποιούν το θερμικό θόρυβο του δέκτη, ανηγμένο στο πομπό, ως πολλαπλασιαστικό και προσθετικό συντελεστή στη συνάρτηση πίεσης  $X(b)$ , δηλαδή η συνάρτηση πίεσης είναι της μορφής:

$$X(b) = (a \cdot b + c) \cdot \zeta_0 \quad (32)$$

Στην απόσταση  $R = 2.2$ , ο θερμικός θόρυβος είναι  $\zeta_{0n} = 2.34 \cdot 10^{-5}$ . Όπως παρατηρούμε σε όλες τις συναρτήσεις που επιλέξαμε, είτε στη συμμετρική είτε στην ασύμμετρη τοπολογία, είτε για ρυθμαπόδοση  $s_1$  είτε για ρυθμαπόδοση  $s_2$ , η τάξη των

πολλαπλασιαστικών και προσθετικών όρων είναι της τάξης του θερμικού θορύβου. Έτσι δημιουργείται μία νέα γενιά αλγορίθμων, δυναμικά προσαρμοζόμενων, που χρησιμοποιούν το θερμικό θόρυβο για τον προσδιορισμό της συνάρτησης πίεσης  $X(b)$ .

Για τον προσδιορισμό των παραμέτρων ακολουθούμε την παρακάτω διαδικασία, η οποία μπορεί να ακολουθηθεί για οποιοδήποτε επίπεδο ποιότητας υπηρεσίας απαιτείται:

- 1) Υποθέτουμε ότι σε κανάλι με ρυθμαπόδοση  $s_1$ , για  $\alpha = \beta = 1$ , με μηδενική παρεμβολή (ασύρματο δίκτυο αδρανές) από τις άλλες ζεύξεις του ασύρματου δικτύου και με  $b = 1$  πακέτο στην ουρά του πομπού η ρυθμαπόδοση είναι  $s_1(p_1^*(1, \zeta_0), \zeta_0) = 55\%$ .

- 2) Με αντικατάσταση στη σχέση (19) προκύπτει ότι:

$$p_1^*(1, \zeta_0) = 1.23 \cdot \zeta_0 \quad (33)$$

- 3) Αντικαθιστώντας την (32) στη σχέση (20) για τη βέλτιστη ισχύ προκύπτει:

$$X(1) = 5 \cdot \zeta_0 \quad (34)$$

- 4) Υποθέτουμε ότι στο ίδιο κανάλι με μηδενική παρεμβολή (ασύρματο δίκτυο αδρανές) από τις άλλες ζεύξεις του ασύρματου δικτύου και με  $b = F = 2$  πακέτα στην ουρά του πομπού η ρυθμαπόδοση είναι  $s_1(p_1^*(2, \zeta_0), \zeta_0) = 60\%$ .

- 5) Με αντικατάσταση στη σχέση (19) ότι:

$$p_1^*(2, \zeta_0) = 1.45 \cdot \zeta_0 \quad (35)$$

- 6) Αντικαθιστώντας την (35) στη σχέση (20) για τη βέλτιστη ισχύ προκύπτει:

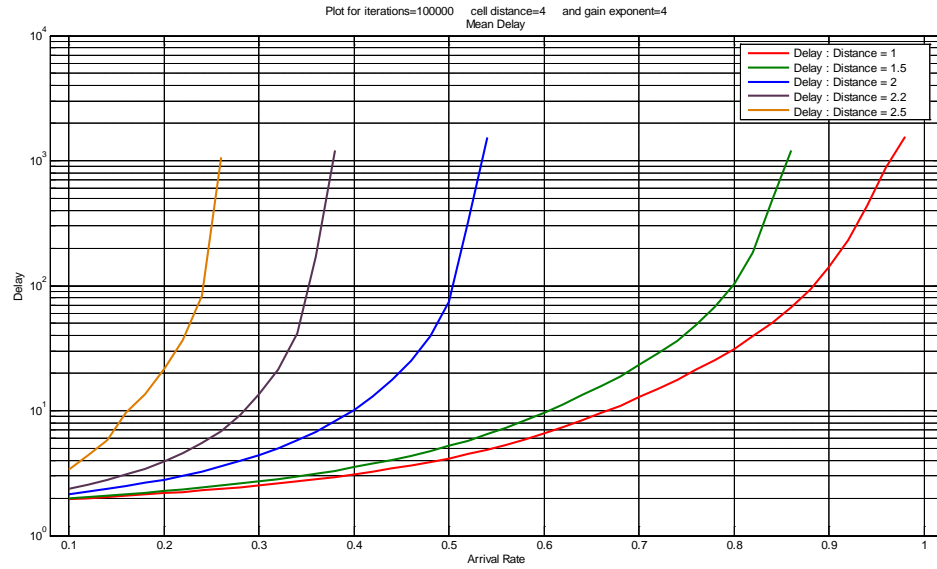
$$X(2) = 6 \cdot \zeta_0 \quad (36)$$

- 7) Παρεμβάλλοντας γραμμικά τα  $X(1)$  και  $X(2)$  για  $F = 2$ :

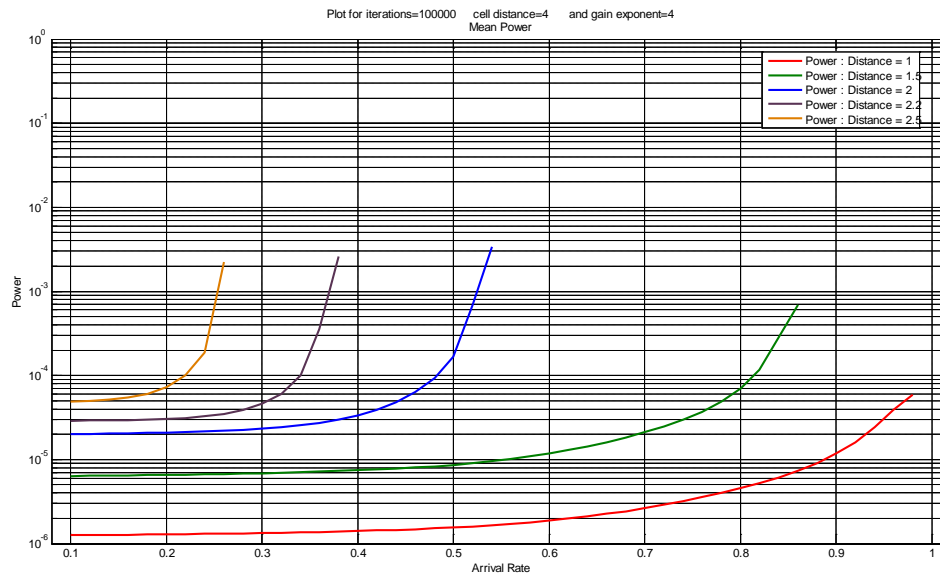
$$X(b) = (b + 4) \cdot \zeta_0 \quad (37)$$

Σε γραφικές παραστάσεις στις ενότητες 5.2.1 και 5.2.2 παρουσιάζονται τα αποτελέσματα της προσομοίωσης ως προς τη χωρητικότητα, τη μέση ισχύ και τη μέση καθυστέρηση για ασύμμετρη (39, 40) και συμμετρική(41, 42) τοπολογία. Η σύγκριση του αλγορίθμου θερμικού θορύβου με τον αλγόριθμο που χρησιμοποιεί στατιστικά καθώς και με το στατικό αλγόριθμο ως προς την επίδοση, θα γίνει στο Κεφάλαιο 6.

### 5.2.1 Ασύμμετρη Τοπολογία

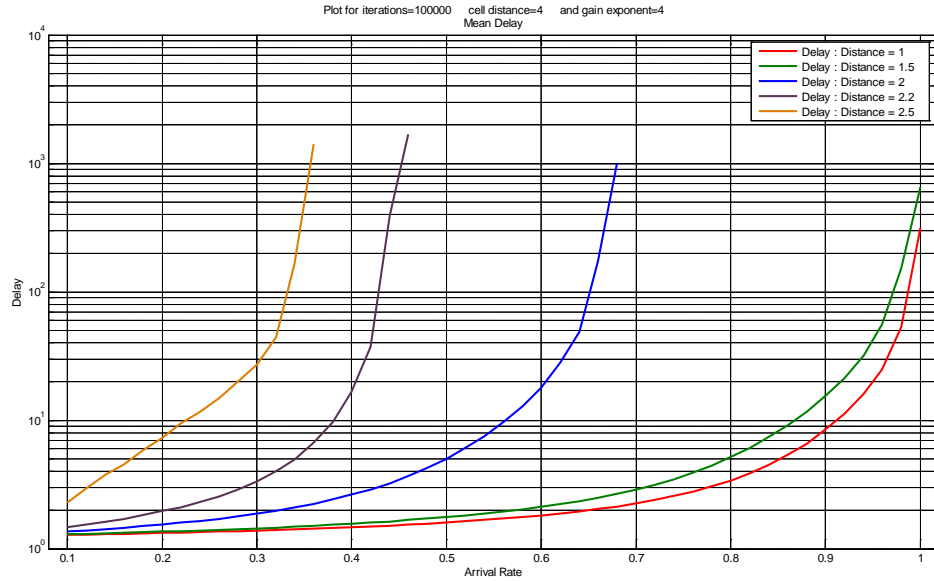


Γράφημα 39: Μέση Καθυστέρηση ως προς το ρυθμό άφιξης για κανάλι με ρυθμαπόδοση  $s_1$  και ασύμμετρη τοπολογία σε διαφορετικές αποστάσεις  $R$  με  $D = 4$

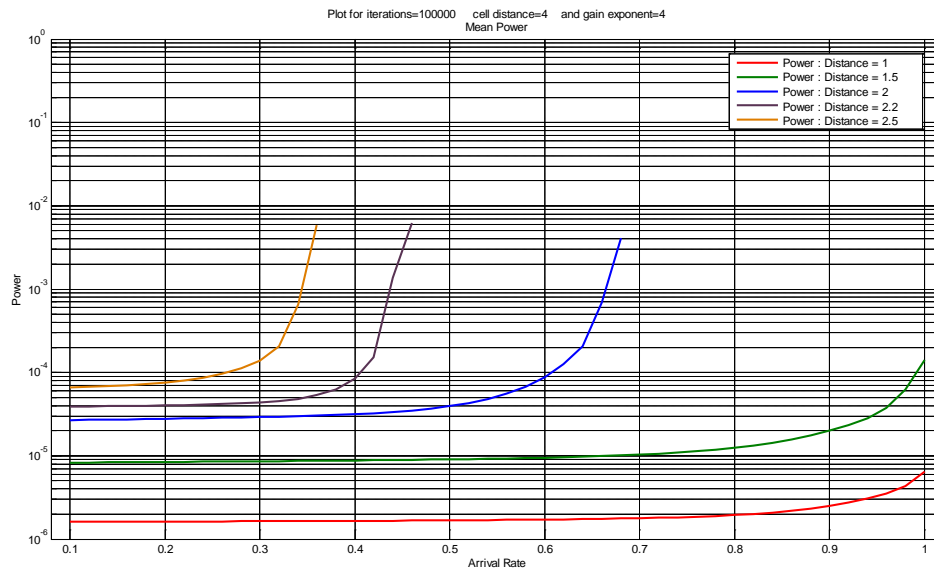


Γράφημα 40: Μέση Ισχύς ως προς το ρυθμό άφιξης για κανάλι με ρυθμαπόδοση  $s_1$  και ασύμμετρη τοπολογία σε διαφορετικές αποστάσεις  $R$  με  $D = 4$

### 5.2.2 Συμμετρική Τοπολογία



Γράφημα 41: Μέση Καθυστέρηση ως προς το ρυθμό άφιξης για ρυθμαπόδοση  $s_1$  και συμμετρική τοπολογία σε διαφορετικές αποστάσεις  $R$  με  $D = 4$



Γράφημα 42: Μέση ισχύς ως προς το ρυθμό άφιξης για ρυθμαπόδοση  $s_1$  και συμμετρική τοπολογία σε διαφορετικές αποστάσεις  $R$  με  $D = 4$

### 5.3 ΑΛΓΟΡΙΘΜΟΣ ΘΕΡΜΙΚΟΥ ΘΟΡΥΒΟΥ ΓΙΑ ΡΥΘΜΑΠΟΔΟΣΗ $s_2$

Για κανάλι με ρυθμαπόδοση  $s_2$  ακολουθούμε παρόμοια διαδικασία.

- 1) Υποθέτουμε ότι σε κανάλι με ρυθμαπόδοση  $s_2$ , για  $\delta = 1$ , με μηδενική παρεμβολή (ασύρματο δίκτυο αδρανές) από τις άλλες ζεύξεις του ασύρματου δικτύου και με  $b = 1$  πακέτο στην ουρά του πομπού η ρυθμαπόδοση είναι  $s_2(p_2^*(1, \zeta_0), \zeta_0) = 82\%$ .

- 2) Με αντικατάσταση στη σχέση (23) για προκύπτει ότι:

$$p_2^*(1, \zeta_0) = 1.72 \cdot \zeta_0 \quad (38)$$

- 3) Αντικαθιστώντας την (32) στη σχέση (20) για τη βέλτιστη ισχύ προκύπτει:

$$X(1) = 5.59 \cdot \zeta_0 \quad (39)$$

- 4) Υποθέτουμε ότι σε κανάλι με ρυθμαπόδοση  $s_2$ , με μηδενική παρεμβολή (ασύρματο δίκτυο αδρανές) από τις άλλες ζεύξεις του ασύρματου δικτύου και με  $b = F = 2$  πακέτα στην ουρά του πομπού η ρυθμαπόδοση είναι  $s_2(p_2^*(2, \zeta_0), \zeta_0) = 85\%$ .

- 5) Με αντικατάσταση στη σχέση (23) ότι:

$$p_2^*(2, \zeta_0) = 1.89 \cdot \zeta_0 \quad (40)$$

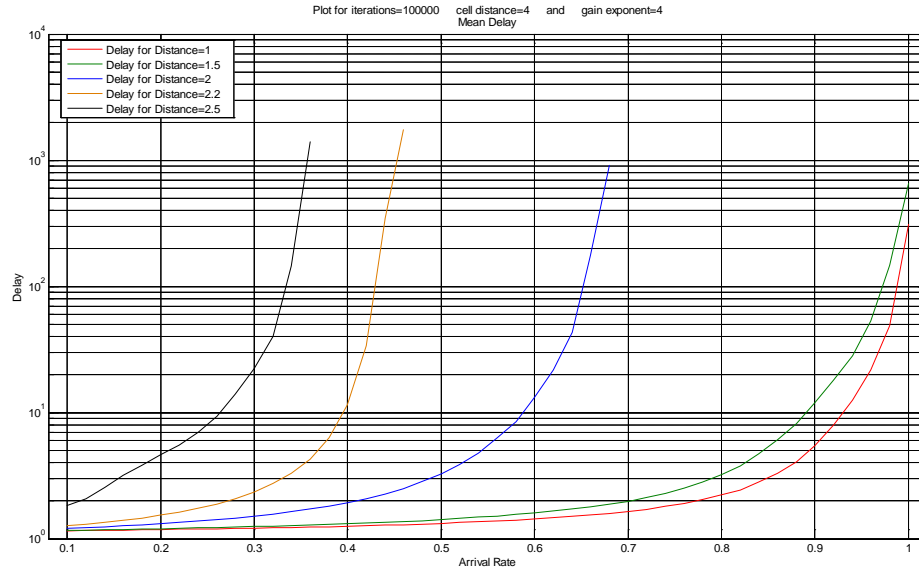
- 6) Αντικαθιστώντας την (40) στη σχέση (20) για τη βέλτιστη ισχύ προκύπτει:

$$X(2) = 6.59 \cdot \zeta_0 \quad (41)$$

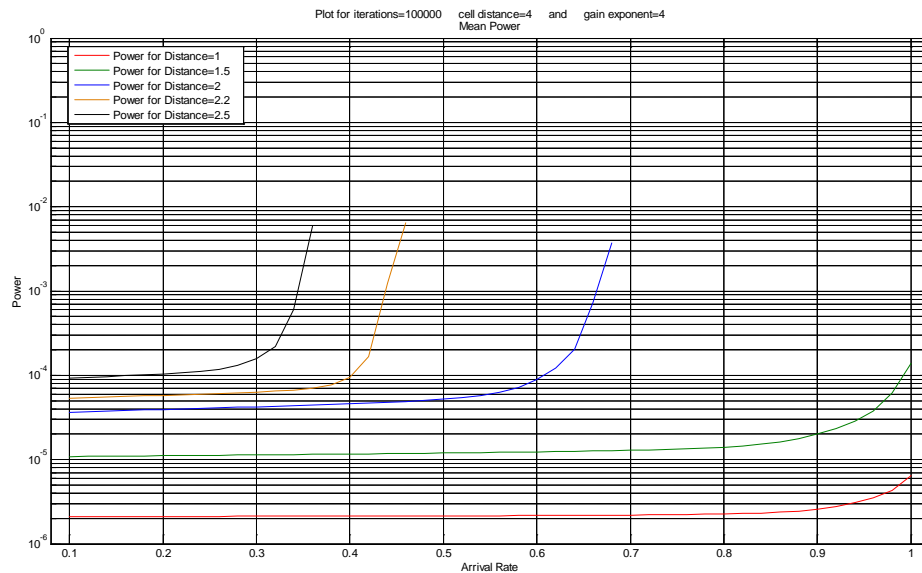
- 7) Παρεμβάλλοντας γραμμικά τα  $X(1)$  και  $X(2)$  για  $F = 2$ :

$$X(b) = (b + 4.49) \cdot \zeta_0 \quad (42)$$

### 5.3.1 Ασύμμετρη Τοπολογία



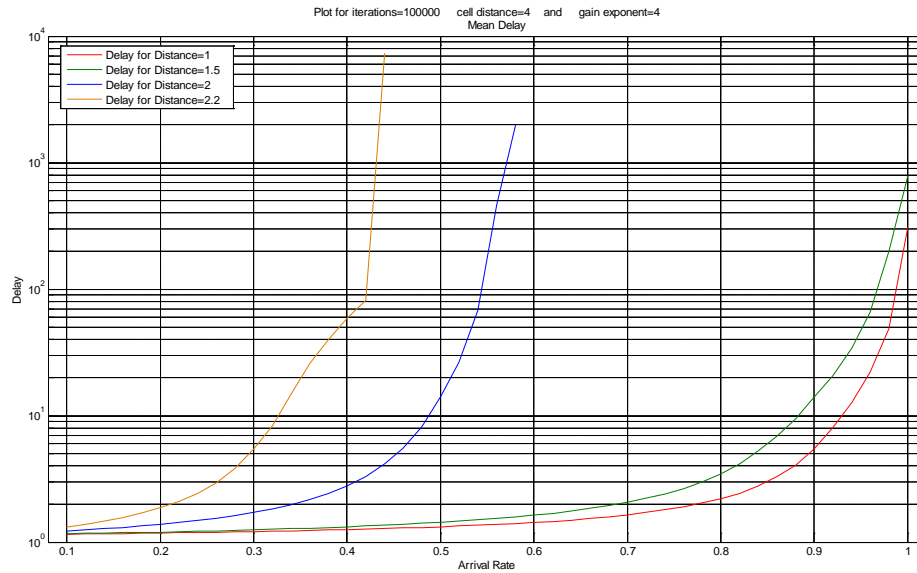
Γράφημα 43: Μέση Καθυστέριση ως προς το ρυθμό άφιξης για κανάλι με ρυθμαπόδοση  $s_2$  και ασύμμετρη τοπολογία σε διαφορετικές αποστάσεις  $R$  με  $D = 4$



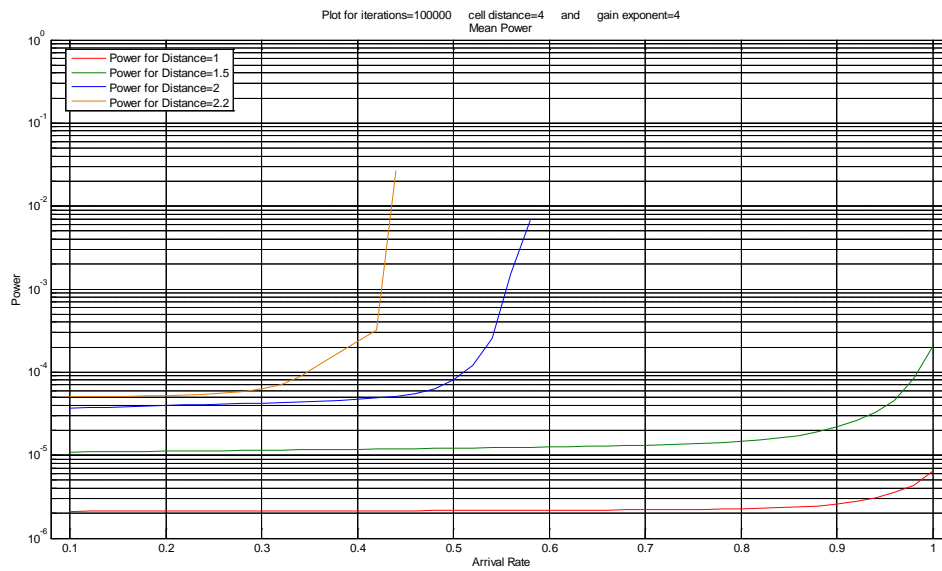
Γράφημα 44: Μέση ισχύς ως προς το ρυθμό άφιξης για κανάλι με ρυθμαπόδοση  $s_2$  και ασύμμετρη τοπολογία σε διαφορετικές αποστάσεις  $R$  με  $D = 4$



### 5.3.2 Συμμετρική Τοπολογία



Γράφημα 45: Μέση Καθυστέρηση ως προς το ρυθμό άφιξης για κανάλι με ρυθμαπόδοση  $s_2$  και συμμετρική τοπολογία σε διαφορετικές αποστάσεις  $R$  με  $D = 4$



Γράφημα 46: Μέση ισχύς ως προς το ρυθμό άφιξης για κανάλι με ρυθμαπόδοση  $s_2$  και συμμετρική τοπολογία σε διαφορετικές αποστάσεις  $R$  με  $D = 4$

#### 5.4 ΑΛΓΟΡΙΘΜΟΣ ΘΕΡΜΙΚΟΥ ΘΟΡΥΒΟΥ ΓΙΑ ΡΥΘΜΑΠΟΔΟΣΗ $s$

Η μελέτη του αλγορίθμου θερμικού θορύβου πραγματοποιήθηκε μόνο για ρυθμαποδόσεις  $s_1$  και  $s_2$ . Ωστόσο, δεδομένου οποιoδήποτε τύπου ρυθμαπόδοσης  $s$  δύναται να προσδιοριστεί η συνάρτηση πίεσης  $X(b)$  βάσει κάποιου συγκεκριμένου στόχου ποιότητας υπηρεσίας σε κανάλι χωρίς παρεμβολές για  $b = 1$  και  $b = F$  πακέτα στην ουρά του πομπού.

Γενικά τα βήματα που θα πρέπει να ακολουθήσει κανείς για την εύρεση της  $X(b)$  για ρυθμαπόδοση  $s$  είναι:

- 1) Καθορισμός της επιθυμητής ποιότητας υπηρεσίας  $s(p^*(1, \zeta_0), \zeta_0)$  σε αδρανές ασύρματο δίκτυο όταν ο πομπός έχει  $b = 1$  πακέτο στην ουρά.
- 2) Εύρεση ισχύος  $p^*(1, \zeta_0)$  βάσει της ποιότητας υπηρεσίας που τέθηκε στο 1<sup>ο</sup> βήμα.
- 3) Εύρεση  $X(1)$  βάσει του τύπου βέλτιστης ισχύος  $p^*(b, \zeta)$  για  $b = 1$  και  $\zeta = \zeta_0$ .
- 4) Καθορισμός ποιότητας υπηρεσίας  $s(p^*(F, \zeta_0), \zeta_0)$  σε αδρανές ασύρματο δίκτυο όταν ο πομπός έχει  $b = F$  πακέτα στην ουρά.
- 5) Εύρεση ισχύος  $p^*(F, \zeta_0)$  βάσει της ποιότητας υπηρεσίας που τέθηκε στο 4<sup>ο</sup> βήμα.
- 6) Εύρεση  $X(F)$  βάσει του τύπου βέλτιστης ισχύος  $p^*(b, \zeta)$  για  $b = F$  και  $\zeta = \zeta_0$ .
- 7) Γραμμική παρεμβολή των σημείων  $(1, X(1))$  και  $(F, X(F))$  για την εύρεση της  $X(b)$ .

Στις περιπτώσεις που εξετάστηκαν τα αποτελέσματα ήταν ενθαρρυντικά. Ωστόσο, δε δοκιμάστηκαν άλλες ψηφιακές διαμορφώσεις. Η επαλήθευση ότι ο ανωτέρω αλγόριθμος είναι αποτελεσματικός σε διαφορετικές ρυθμαποδόσεις  $s$  είναι αντικείμενο προς μελλοντική διερεύνηση.

## ΚΕΦΑΛΑΙΟ 6 : ΣΥΓΚΡΙΣΕΙΣ ΚΑΙ ΣΥΜΠΕΡΑΣΜΑΤΑ

Σε αυτό το κεφάλαιο συγκρίνουμε τους Αλγορίθμους Ελέγχου Ισχύος, δηλαδή τον Δυναμικό Αλγόριθμο Ελέγχου Ισχύος με χρήση Στατιστικών (Κεφάλαιο 3), το Στατικό Αλγόριθμο (Κεφάλαιο 4) και τον Δυναμικό Αλγόριθμο Ελέγχου Ισχύος με χρήση Θερμικού Θορύβου (Κεφάλαιο 5). Αναλυτικότερα, η σύγκριση θα πραγματοποιηθεί μεταξύ των Δυναμικών αλγορίθμων βάσει των ακόλουθων κριτηρίων:

- 1) Χωρητικότητα στο Κεφάλαιο 6.1.1,
- 2) Μέσης Ισχύος στο Κεφάλαιο 6.1.2,
- 3) Μέση Καθυστέρησης στο Κεφάλαιο 6.1.2.

Στο Κεφάλαιο 6.2 θα πραγματοποιηθεί σύγκριση μεταξύ όλων των Αλγορίθμων Ελέγχου Ισχύος με βάση την ποιότητα υπηρεσίας που παρέχεται στις διαφορετικές ζεύξεις του δικτύου χρησιμοποιώντας το κριτήριο της μέσης καθυστέρησης πακέτου ανά ζεύξη.

### 6.1 ΣΥΓΚΡΙΣΗ ΔΥΝΑΜΙΚΩΝ ΑΛΓΟΡΙΘΜΩΝ ΕΛΕΓΧΟΥ ΙΣΧΥΟΣ

#### 6.1.1 Χωρητικότητα

Στους Πίνακες 3, 4, 5, 6 φαίνονται αναλυτικά οι ρυθμοί μετάδοσης που επιτυγχάνει ο κάθε Δυναμικός Αλγόριθμος Ελέγχου Ισχύος σε συμμετρική και ασύμμετρη τοπολογία για ρυθμαπόδοση  $s_1$  και  $s_2$  σε διαφορετικές αποστάσεις πομπού-δέκτη.

Πίνακας 3

Κανάλι με ρυθμαπόδοση $s_1$ – Ασύμμετρη τοπολογία		
Απόσταση $R$	Χωρητικότητα σε πακέτα/χρονοθυρίδα	
	Δυναμικός με Στατιστικά	Δυναμικός με Θερμικό Θόρυβο
1	0.98	0.98
1.5	0.86	0.86
2	0.52	0.54
2.2	0.38	0.38
2.5	0.22	0.28

Πίνακας 4

Κανάλι με ρυθμαπόδοση $s_1$ – Συμμετρική τοπολογία		
Απόσταση $R$	Χωρητικότητα σε πακέτα/χρονοθυρίδα	
	Δυναμικός με Στατιστικά	Δυναμικός με Θερμικό Θόρυβο
1	0.98	0.98
1.5	0.86	0.84
2	0.44	0.46
2.2	0.30	0.30
2.5	0.20	0.14

Πίνακας 5

Κανάλι με ρυθμαπόδοση $s_2$ – Ασύμμετρη τοπολογία		
Απόσταση R	Χωρητικότητα σε πακέτα/χρονοθυρίδα	
	Δυναμικός με Στατιστικά	Δυναμικός με Θερμικό Θόρυβο
1	0.98	0.98
1.5	0.98	0.98
2	0.66	0.68
2.2	0.46	0.46
2.5	0.28	0.36

Πίνακας 6

Κανάλι με ρυθμαπόδοση $s_2$ – Συμμετρική τοπολογία		
Απόσταση R	Χωρητικότητα σε πακέτα/χρονοθυρίδα	
	Δυναμικός με Στατιστικά	Δυναμικός με Θερμικό Θόρυβο
1	0.98	0.98
1.5	0.98	0.98
2	0.56	0.58
2.2	0.40	0.44
2.5	0.24	<0.10

Όπως παρατηρούμε από τους πίνακες, η χωρητικότητα που παρουσιάζουν οι δύο δυναμικά προσαρμοζόμενοι αλγόριθμοι είναι περίπου ίδια για διαφορετικές αποστάσεις σε διαφορετικού τύπου κανάλια και για διαφορετικές τοπολογίες. Σε κάποιες συγκεκριμένες περιπτώσεις, όπως για παράδειγμα η ασύμμετρη τοπολογία με ρυθμαπόδοση  $s_1$  και  $s_2$  ο αλγόριθμος ελέγχου ισχύος με χρήση θερμικού θορύβου συμπεριφέρεται καλύτερα ως προς τη χωρητικότητα. Ωστόσο, αυτό δε μπορεί να θεωρηθεί κανόνας καθώς για συμμετρική τοπολογία παρατηρούμε ότι ο αλγόριθμος

ελέγχου ισχύος με τη χρήση στατιστικών αποδίδει πολύ καλύτερα για μεγάλες αποστάσεις (π.χ.  $R = 2.5$ ). Η συμμετρία φαίνεται να δυσκολεύει περισσότερο τον Αλγόριθμο με τη χρήση θερμικού θορύβου. Όμως, όπως εξηγήσαμε στο Κεφάλαιο 3.5.3 η συμμετρική τοπολογία είναι ακραία περίπτωση και δυσκολεύει τη λήψη πακέτων καθώς σε μεγάλες αποστάσεις  $R$  οι πομποί - παρεμβολείς βρίσκονται πιο κοντά στους δέκτες καθιστώντας την επικοινωνία δύσκολη.

Τέλος, στον Πίνακα 7 φαίνεται η χωρητικότητα που επιτυγχάνουν οι δύο Αλγόριθμοι στην τυχαία τοπολογία η οποία φαίνεται στο Παράρτημα Β στο Γράφημα Β3. Και σε αυτή την περίπτωση οι διαφορές στην χωρητικότητα είναι ελάχιστες με τον Αλγόριθμο Θερμικού θορύβου να πετυχαίνει ελάχιστα μεγαλύτερη χωρητικότητα για κανάλι με ρυθμαπόδοση  $s_2$ .

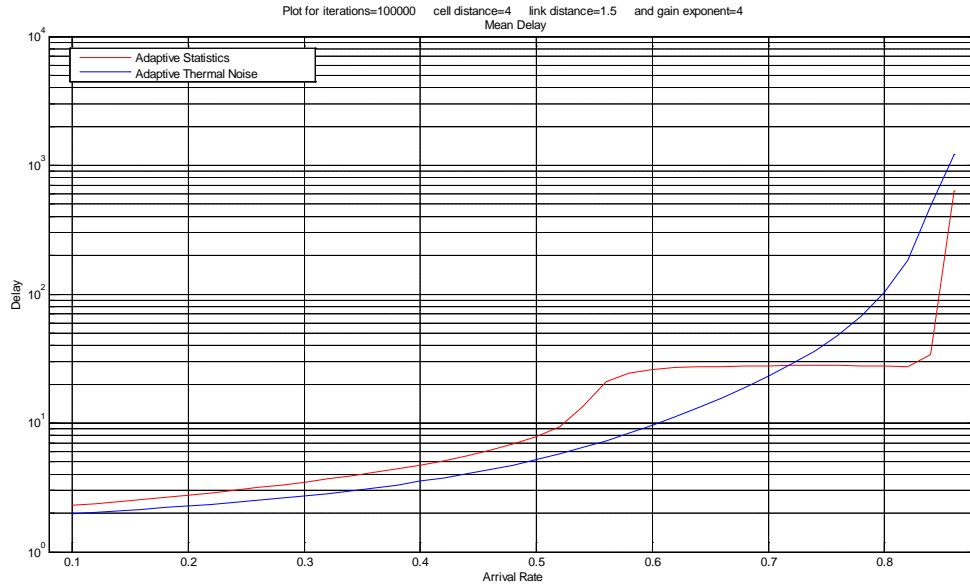
Πίνακας 7

	Χωρητικότητα σε πακέτα/χρονοθυρίδα	
	Αλγόριθμος με Στατιστικά	Αλγόριθμος με Θερμικό Θόρυβο
Ρυθμαπόδοση $s_1$	0.44	0.44
Ρυθμαπόδοση $s_2$	0.54	0.56

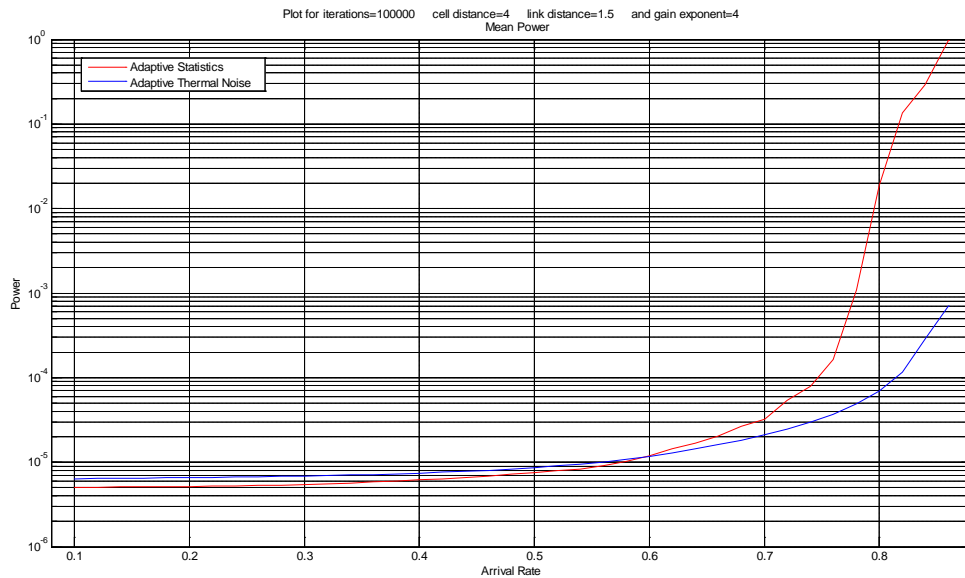
### 6.1.2 Μέση καθυστέρηση και ισχύς

#### 6.1.2.1 Ρυθμαπόδοση $s_1$

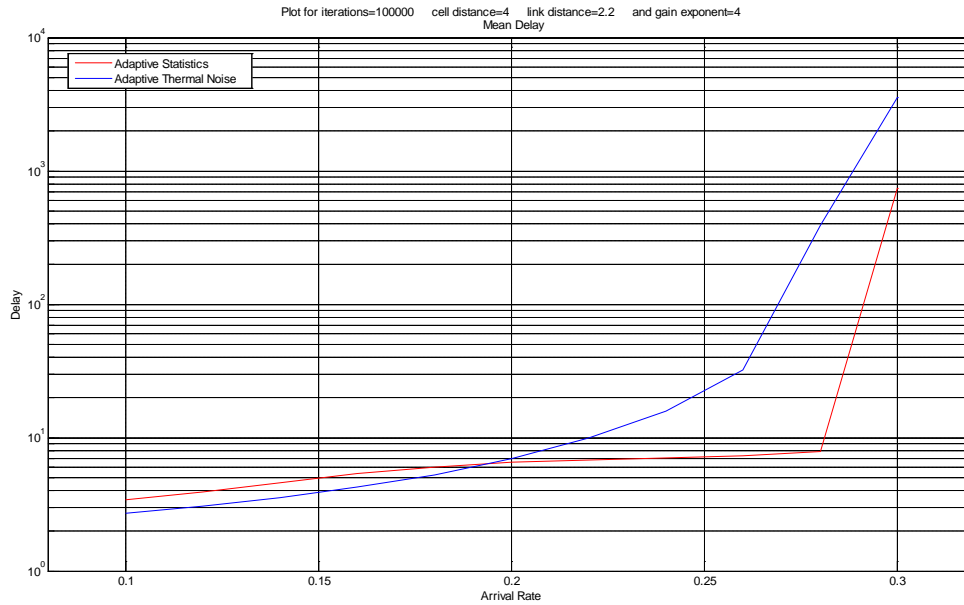
Οι παρατηρήσεις που αφορούν τη μέση ισχύ και τη μέση καθυστέρηση είναι αλληλένδετες εφόσον η επιλογή της ισχύος επηρεάζει τη καθυστέρηση και αντίστροφα, μικρότερη μέση καθυστέρηση ίσως σημαίνει μεγαλύτερη χρήση ισχύος μετάδοσης. Στα Γραφήματα 47 και 48 απεικονίζονται η μέση καθυστέρηση και η μέση ισχύς των αλγορίθμων σε ασύμμετρη τοπολογία όταν η απόσταση  $R$  είναι μικρή ( $R = 1.5$ ) και το κανάλι έχει ρυθμαπόδοση  $s_1$ . Η μικρή διαφορά που εμφανίζουν στην ισχύ αντικατοπτρίζεται στην καθυστέρηση και αντίστροφα. Επομένως, συμπεραίνουμε ότι η συμπεριφορά των δύο αλγορίθμων είναι παρόμοια σε αυτή την περίπτωση.



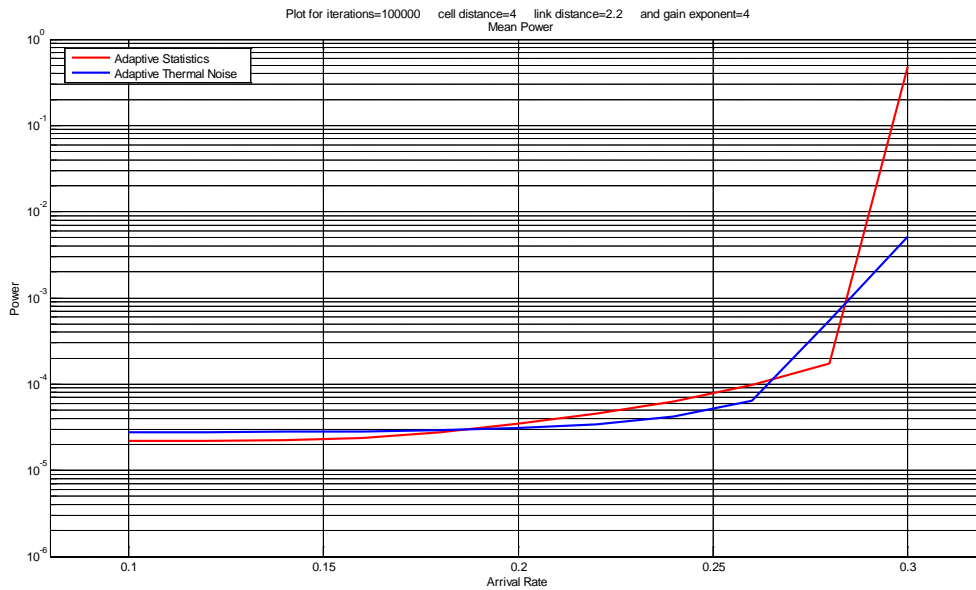
Γράφημα 47: Μέση καθυστέρηση για τους δύο Δυναμικούς Αλγορίθμους σε σχέση με το ρυθμό άφιξης για  $R = 1.5$ ,  $D = 4$ , ασύμμετρη τοπολογία. Κανάλι με ρυθμαπόδοση  $s_1$ .



Γράφημα 48: Μέση ισχύς για τους δύο Δυναμικούς Αλγορίθμους σε σχέση με το ρυθμό άφιξης για  $R = 1.5$ ,  $D = 4$ , ασύμμετρη τοπολογία. Κανάλι με ρυθμαπόδοση  $s_1$ .



Γράφημα 49: Μέση καθυστέρηση για τους δύο Δυναμικούς Αλγορίθμους σε σχέση με το ρυθμό άφιξης για  $R = 2.2$ ,  $D = 4$ , συμμετρική τοπολογία. Κανάλι με ρυθμαπόδοση  $s_1$ .



Γράφημα 50: Μέση ισχύς για τους δύο Δυναμικούς Αλγορίθμους σε σχέση με το ρυθμό άφιξης για  $R = 2.2$ ,  $D = 4$ , συμμετρική τοπολογία. Κανάλι με ρυθμαπόδοση  $s_1$ .

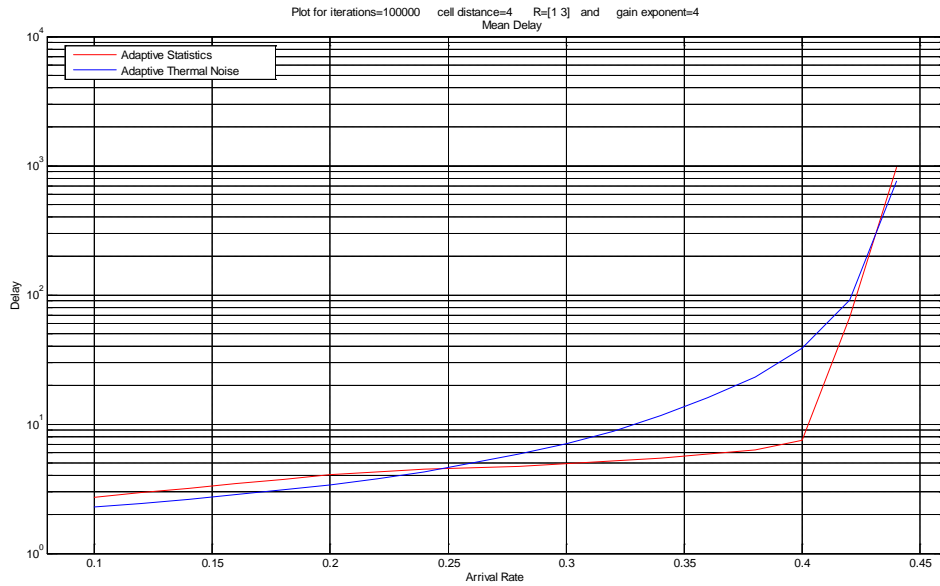


Τι συμβαίνει όμως όταν η τοπολογία είναι τέτοια ώστε η ποιότητα των ζεύξεων να είναι χειρότερη; Στα Γραφήματα 49 και 50 παρατίθενται οι γραφικές παραστάσεις για τη συμμετρική τοπολογία σε κανάλι με ρυθμαπόδοση  $s_1$  και μεγαλώνοντας την απόσταση πομπού-δέκτη σε  $R = 2.2$ . Σε αυτή την περίπτωση, παρατηρούμε ότι ο Δυναμικός Αλγόριθμος με χρήση Στατιστικών συμπεριφέρεται καλύτερα. Με τη χρήση ίδιου επιπέδου μέσης ισχύος, πλην του ορίου χωρητικότητας, η μέση καθυστέρηση είναι μικρότερη από το Δυναμικό Αλγόριθμο Θερμικού Θορύβου.

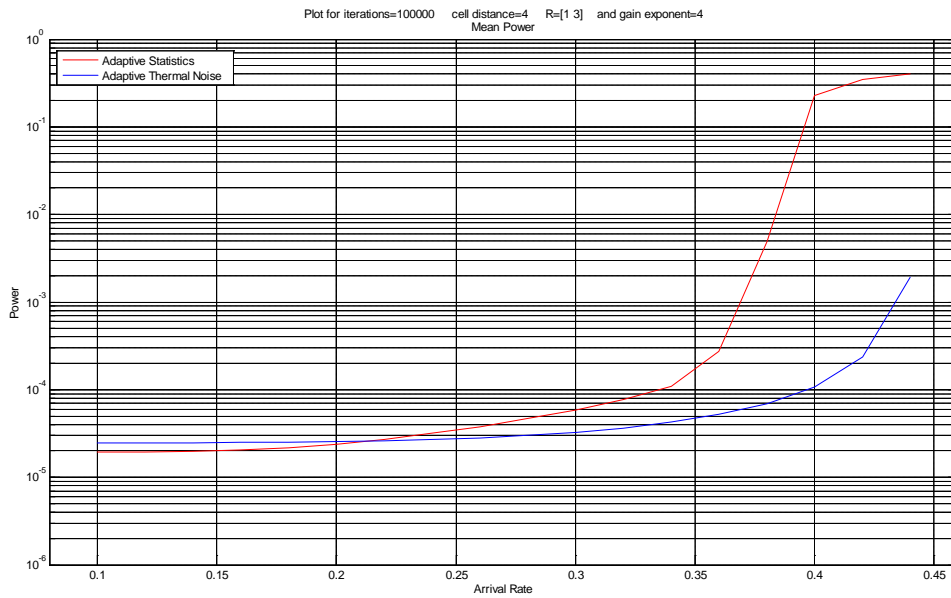
Όμως, επειδή θα μπορούσε να ισχυριστεί κανείς ότι ανταλλάσσεται ισχύς με καθυστέρηση, μεταβαίνουμε σε μια εντελώς τυχαία τοπολογία που φαίνεται στο Γράφημα B3 του Παραρτήματος Β. Οι γραφικές παραστάσεις της μέσης καθυστέρησης και της μέσης ισχύος δίδονται στα Γραφήματα 51 και 52. Όπως παρατηρούμε, ο Δυναμικός Αλγόριθμος Θερμικού Θορύβου επιτυγχάνει καλύτερη χωρητικότητα από το Δυναμικό Αλγόριθμο με χρήση Στατιστικών. Μολονότι η μέση ισχύς του Αλγορίθμου Θερμικού Θορύβου είναι σημαντικά μικρότερη από αυτήν του Στατιστικού Αλγορίθμου, Διαφορά εμφανίζεται στη μέση καθυστέρηση όπου ο Στατιστικός Αλγόριθμος έχει καλύτερη συμπεριφορά. Τελικά, σε αυτή την περίπτωση μπορεί κανείς να ισχυριστεί ότι ο Αλγόριθμος Θερμικού Θορύβου συμπεριφέρεται λίγο καλύτερα ως προς τη χωρητικότητα. Όμως, όσον αφορά τη μέση ισχύ και τη μέση καθυστέρηση, δεν υπάρχει καλύτερος αλγόριθμος καθώς σε πολλές περιπτώσεις ανταλλάσσεται ισχύς για καθυστέρηση ανάλογα με τις παραμέτρους και τις ιδιότητες του εκάστοτε αλγορίθμου.

#### 6.1.2.2 Ρυθμαπόδοση $s_2$

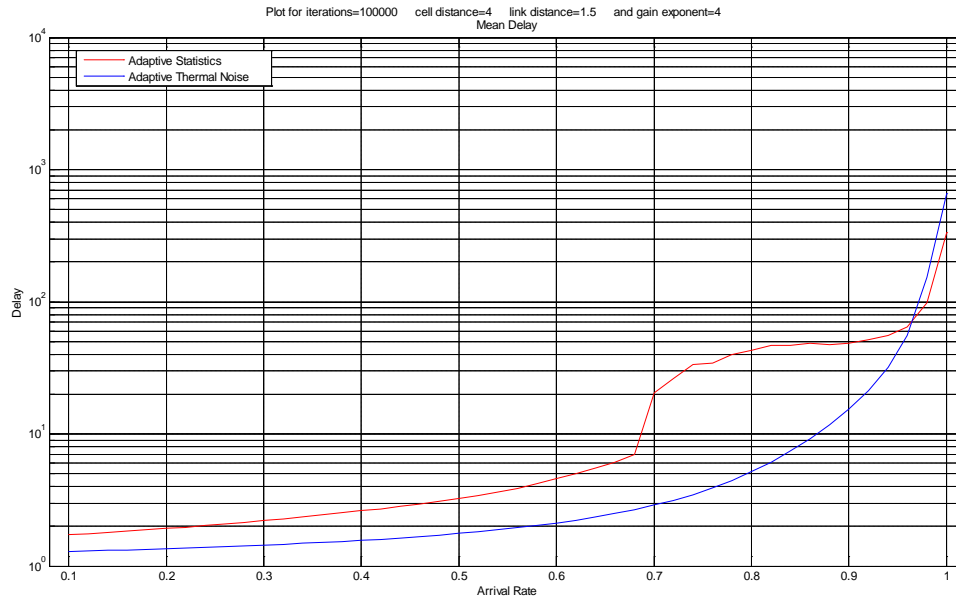
Για το κανάλι με ρυθμαπόδοση  $s_2$  τα πράγματα είναι διαφορετικά. Ο Δυναμικός Αλγόριθμος Θερμικού θορύβου συμπεριφέρεται καλύτερα. Για μικρές αποστάσεις  $R$  (πχ  $R = 1.5$ ), όπως φαίνεται στα Γραφήματα 53 και 54, για ίδια μέση ισχύ σε μεγάλους ρυθμούς άφιξης η μέση καθυστέρηση είναι σημαντικά μικρότερη για το Δυναμικό Αλγόριθμο Θερμικού Θορύβου. Για μεγάλες αποστάσεις  $R$  ( $R = 2.2$ ) και συμμετρική τοπολογία, όπως φαίνεται στα Γραφήματα 55 και 56, ο Δυναμικός Αλγόριθμος Θερμικού Θορύβου επιτυγχάνει μεγαλύτερη χωρητικότητα από το Στατιστικό Αλγόριθμο. Επιπλέον στα πλαίσια των ίδιων ρυθμών άφιξης πακέτων η συμπεριφορά ως προς τη μέση ισχύ και την καθυστέρηση είναι περίπου η ίδια. Τέλος, για την τυχαία τοπολογία, όπως φαίνεται από τα Γραφήματα 57 και 58 ο Δυναμικός Στατιστικός Αλγόριθμος επιτυγχάνει μικρότερη χωρητικότητα, μεγαλύτερη χρήση μέσης ισχύος και περίπου την ίδια μέση καθυστέρηση. Αυτό φέρνει σε πλεονεκτική θέση το Δυναμικό Αλγόριθμο Θερμικού Θορύβου, ο οποίος συνολικά έχει πιο ομαλή συμπεριφορά.



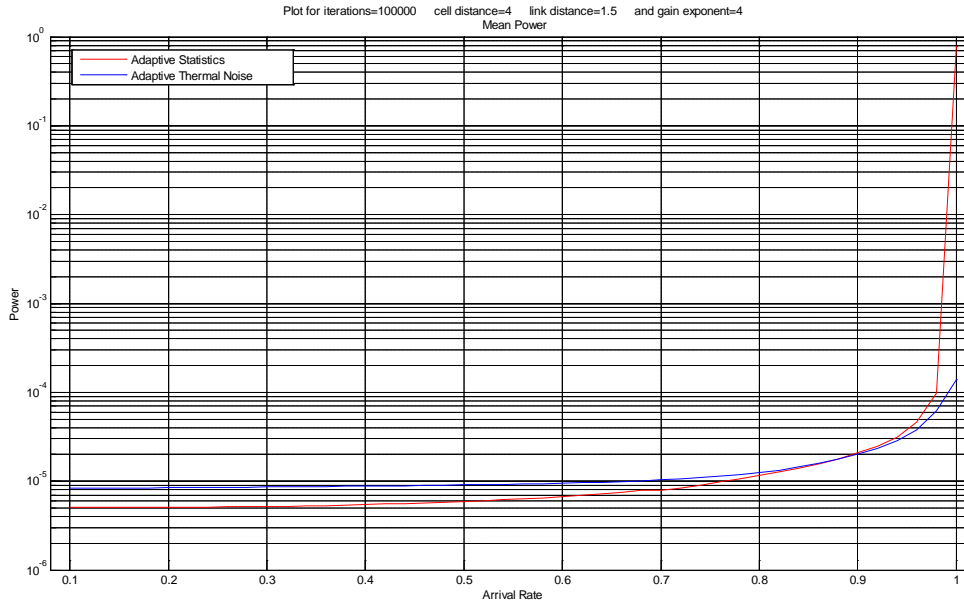
Γράφημα 51: Μέση Καθυστέρηση για τους δύο Δυναμικούς Αλγορίθμους σε σχέση με το ρυθμό άφιξης για  $R$  τυχαία και ομοιόμορφα επιλεγμένο στο  $[1,3]$ ,  $D = 4$ , τυχαία τοπολογία. Κανάλι με ρυθμαπόδοση  $s_1$ .



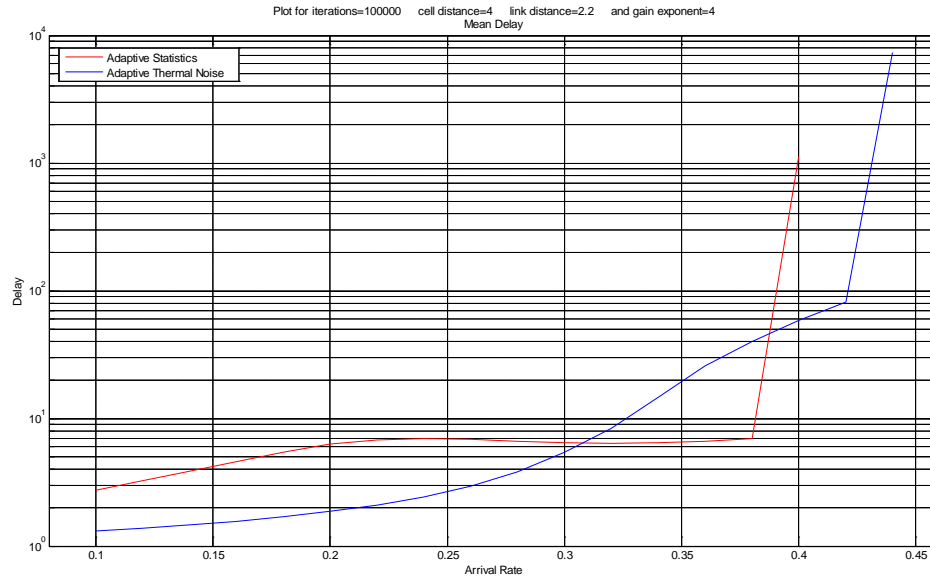
Γράφημα 52: Μέση ισχύς για τους δύο Δυναμικούς Αλγορίθμους σε σχέση με το ρυθμό άφιξης για  $R$  τυχαία και ομοιόμορφα επιλεγμένο στο  $[1,3]$ ,  $D = 4$ , τυχαία τοπολογία. Κανάλι με ρυθμαπόδοση  $s_1$ .



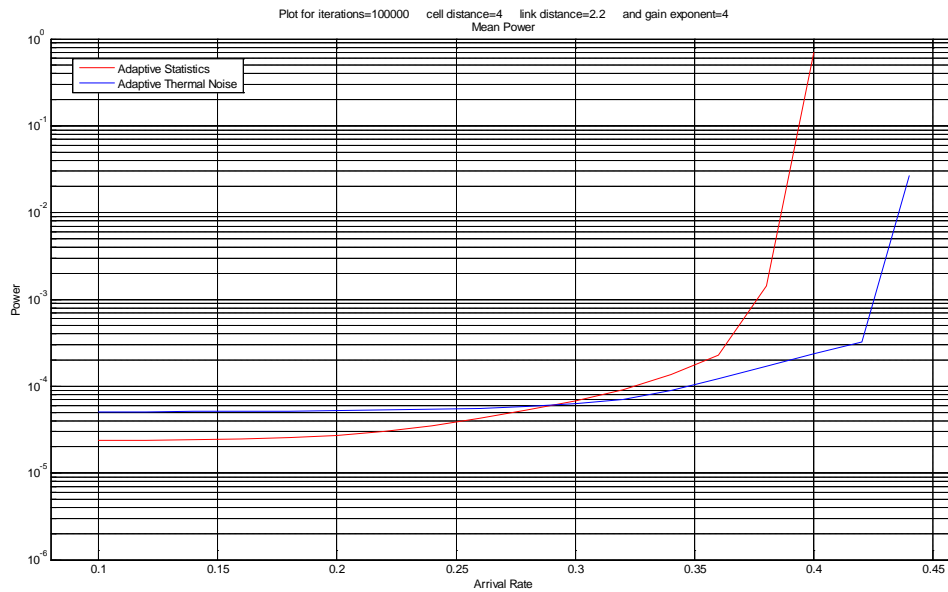
Γράφημα 53: Μέση Καθυστέρηση για τους δύο Δυναμικούς Αλγορίθμους σε σχέση με το ρυθμό άφιξης για  $R = 1.5$ ,  $D = 4$ , ασύμμετρη τοπολογία. Κανάλι με ρυθμαπόδοση  $s_2$



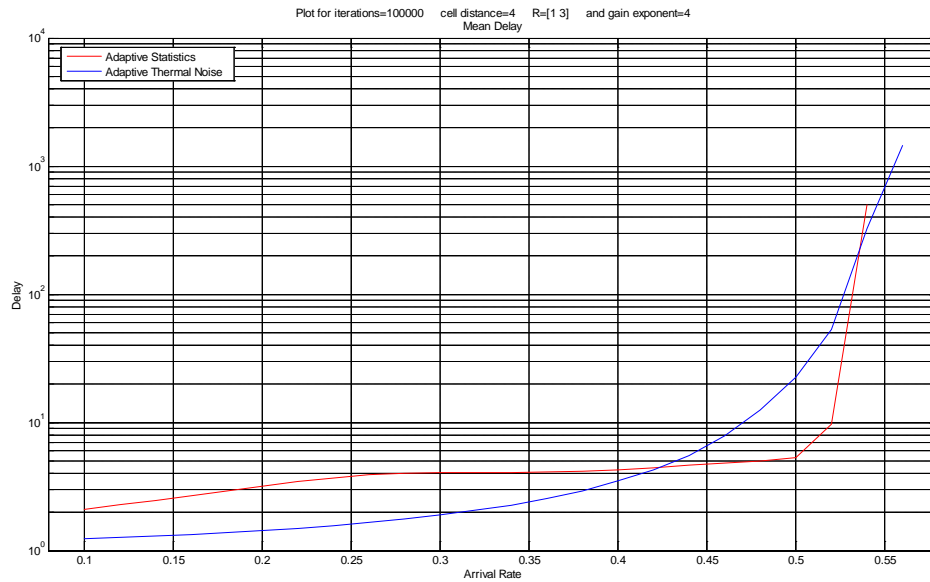
Γράφημα 54: Μέση Ισχύς για τους δύο Δυναμικούς Αλγορίθμους σε σχέση με το ρυθμό άφιξης για  $R = 1.5$ ,  $D = 4$ , ασύμμετρη τοπολογία. Κανάλι με ρυθμαπόδοση  $s_2$ .



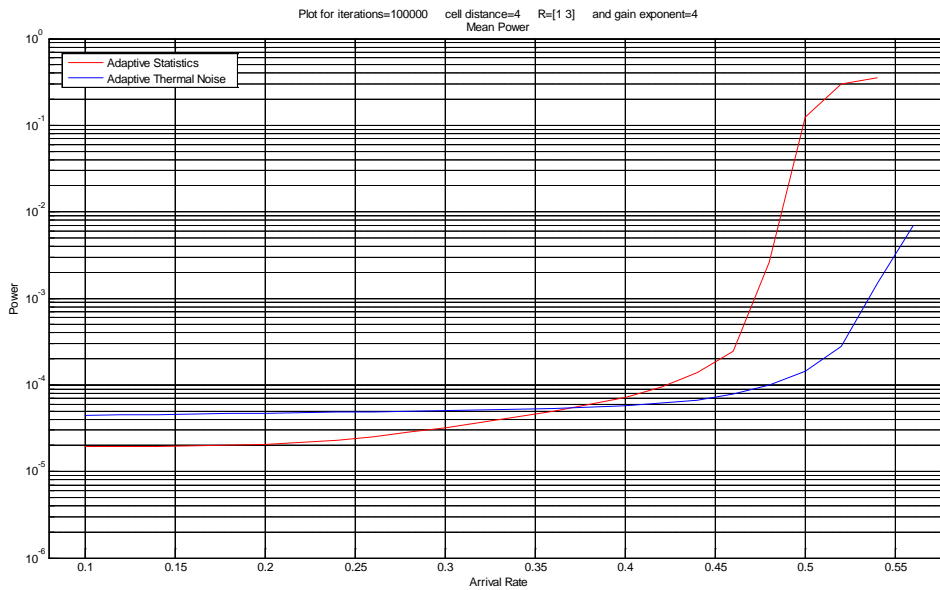
Γράφημα 55: Μέση Καθυστέρηση για τους δύο Δυναμικούς Αλγορίθμους σε σχέση με το ρυθμό άφιξης για  $R = 2.2$ ,  $D = 4$ , συμμετρική τοπολογία. Κανάλι με ρυθμαπόδοση  $s_2$ .



Γράφημα 56: Μέση Ισχύς για τους δύο Δυναμικούς Αλγορίθμους σε σχέση με το ρυθμό άφιξης για  $R = 2.2$ , συμμετρική τοπολογία. Κανάλι με ρυθμαπόδοση  $s_2$ .



Γράφημα 57: Μέση Καθυστέρηση για τους δύο Δυναμικούς Αλγορίθμους σε σχέση με το ρυθμό άφιξης για  $R$  τυχαία και ομοιόμορφα επιλεγμένο στο  $[1,3]$ ,  $D = 4$ , τυχαία τοπολογία. Κανάλι με ρυθμαπόδοση  $s_2$ .



Γράφημα 58: Μέση ισχύς για τους δύο Δυναμικούς Αλγορίθμους σε σχέση με το ρυθμό άφιξης για  $R$  τυχαία και ομοιόμορφα επιλεγμένο στο  $[1,3]$ ,  $D = 4$ , τυχαία τοπολογία. Κανάλι με ρυθμαπόδοση  $s_2$ .

Συνοψίζοντας, ενώ στο κανάλι με ρυθμαπόδοση  $s_1$  οι αλγόριθμοι εμφανίζουν παρόμοια συμπεριφορά, στο κανάλι με ρυθμαπόδοση  $s_2$  εμφανώς ο Αλγόριθμος Θερμικού Θορύβου επιτυγχάνει καλύτερη συμπεριφορά ως προς την χωρητικότητα, τη μέση ισχύ και τη μέση καθυστέρηση.

## 6.2 ΣΥΓΚΕΝΤΡΩΤΙΚΗ ΑΞΙΟΛΟΓΗΣΗ ΑΛΓΟΡΙΘΜΩΝ

Σε αυτό το κεφάλαιο συγκρίνουμε τους δυναμικούς αλγορίθμους ελέγχου ισχύος, οι οποίοι παρουσιάστηκαν στα Κεφάλαια 3 και 5, με το στατικό αλγόριθμο ελέγχου ισχύος, ο οποίος παρουσιάστηκε στο Κεφάλαιο 4, ως προς τη χωρητικότητα, την ισχύ και την καθυστέρηση μετάδοσης πακέτου. Στόχος είναι να συγκρίνουμε την επίδοση των δυναμικών αλγορίθμων, οι οποίοι χρησιμοποιούν διαφορετική συνάρτηση πίεσης  $X(b)$  για κάθε ζεύξη ξεχωριστά, με το στατικό αλγόριθμο ο οποίος χρησιμοποιεί την ίδια συνάρτηση πίεσης  $X(b)$  για όλες τις ζεύξεις για τις ρυθμαποδόσεις  $s_1$  και  $s_2$  τόσο σε συμμετρική και ασύμμετρη τοπολογία σταθερής απόστασης πομπού δέκτη όσο και σε τυχαία τοπολογία μεταβλητής απόστασης πομπού-δέκτη. Η συνάρτηση  $X(b)$  που χρησιμοποιεί ο Στατικός Αλγόριθμος είναι αυτή που επιλέχθηκε στο Κεφάλαιο 4 ως η καλύτερη ως προς την επίδοση για κάθε περίπτωση ρυθμαπόδοσης και απόστασης πομπού – δέκτη  $R$ .

Στα επόμενα, θα εξετάσουμε την ποιότητα υπηρεσίας που παρέχεται σε κάθε ζεύξη χωριστά, με βάση το κριτήριο της μέσης καθυστέρησης πακέτου. Ειδικότερα, στα γραφήματα που ακολουθούν, παρατίθεται (α) η μέση τιμή ανάμεσα σε όλες τις ζεύξεις, (β) η μέση τιμή συν/πλην την τυπική απόκλιση ανάμεσα στις ζεύξεις, καθώς και (γ) η ελάχιστη και μέγιστη τιμή ανάμεσα στις ζεύξεις. Τα δύο τελευταία κριτήρια, θα μας επιτρέψουν να συγκρίνουμε την απόκλιση περί τη μέση τιμή που επιτυγχάνει κάθε αλγόριθμος και να εξάγουμε συμπεράσματα ως προς τη ισότιμη μεταχείριση που παρέχει στις ζεύξεις του δικτύου.

### 6.2.1 Ρυθμαπόδοση $s_1$

#### 6.2.1.1 Σταθερή απόσταση Πομπού - Δέκτη

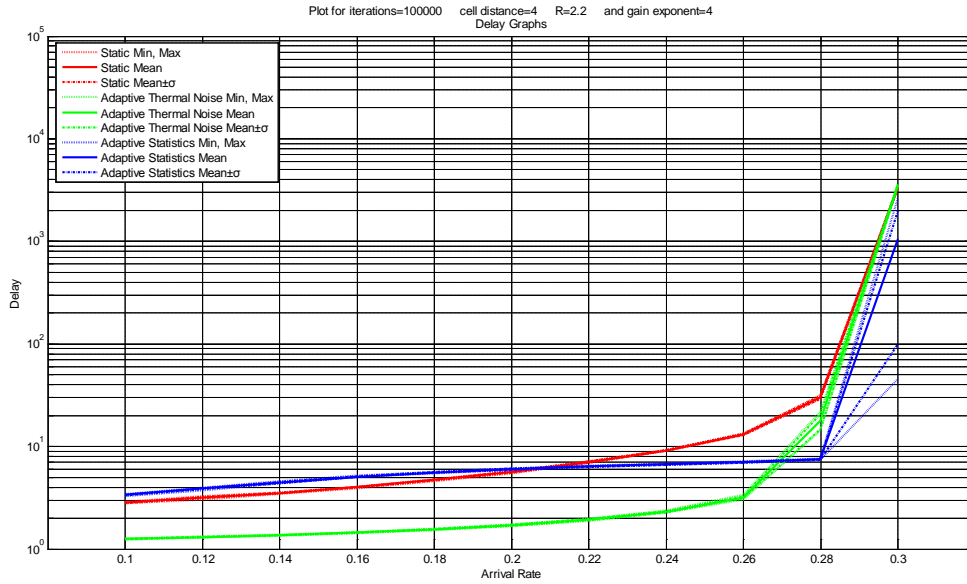
Σε αυτό το κεφάλαιο συγκρίνεται η επίδοση των αλγορίθμων ελέγχου ισχύος για ασύμμετρη (για  $R = 2$ ) και η συμμετρική τοπολογία (για  $R = 2.2$ ) σε κανάλι με ρυθμαπόδοση  $s_1$ . Όπως παρατηρούμε από τα Γραφήματα 59 και 60, οι αλγόριθμοι επιτυγχάνουν την ίδια χωρητικότητα. Επιπλέον, η διαφορά που εμφανίζεται στη μέση καθυστέρηση μεταξύ των αλγορίθμων αντικατοπτρίζεται σε διαφορά μέσης ισχύος και

συνεπώς, δεν υπάρχει αλγόριθμος ο οποίος επιτυγχάνει μεγαλύτερη επίδοση ως προς αυτά τα κριτήρια.

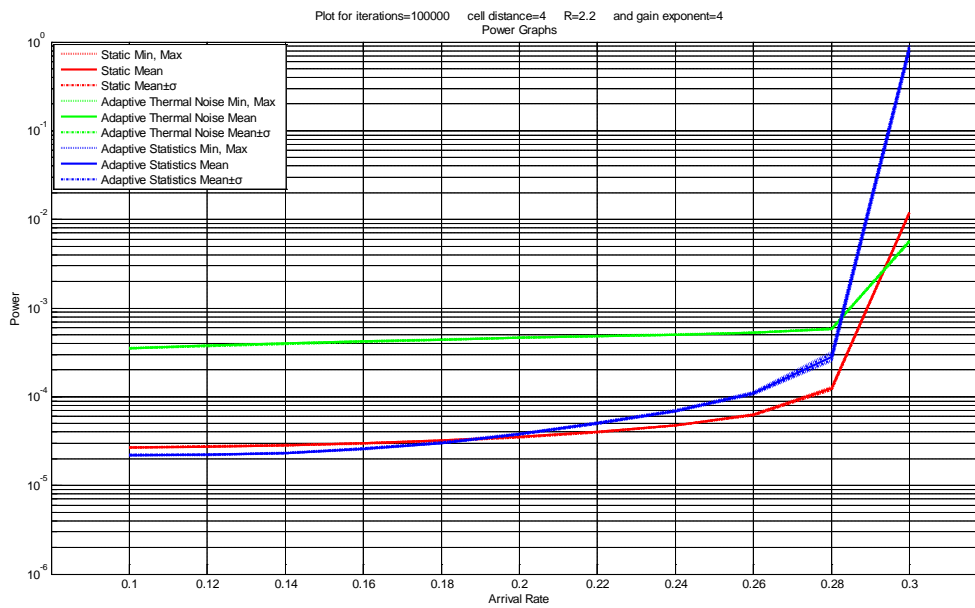
Από το Γράφημα 59 είναι εμφανές ότι στη συμμετρική τοπολογία υπάρχει ισότιμη παροχή ποιότητας υπηρεσίας σε όλες τις ζεύξεις και από τους τρεις αλγορίθμους ελέγχου ισχύος καθώς η ελάχιστη και μέγιστη τιμή ανάμεσα στις ζεύξεις πρακτικά συμπίπτουν με τη μέση τιμή τους. Αυτό είναι αναμενόμενο καθώς σε αυτή την περίπτωση οι συνθήκες μετάδοσης (εξασθένιση ζεύξης, συμφόρηση, παρεμβολή) δε διαφέρουν μεταξύ των ζεύξεων λόγω της σταθερής απόστασης  $R$  και των συγκεκριμένων θέσεων των πομπών και των δεκτών. Η ομοιομορφία αυτή οδηγεί τον Δυναμικό Αλγόριθμο Θερμικού θορύβου στην επιλογή κοινής συνάρτησης πίεσης  $X(b)$  για όλες τις ζεύξεις και το Δυναμικό Αλγόριθμο με τη χρήση Στατιστικών στην παρόμοια επιλογή τιμών για τη συνάρτησης πίεσης  $X(b)$  σε όλες τις ζεύξεις. Ο Στατικός Αλγόριθμος, εξ' ορισμού, χρησιμοποιεί την ίδια συνάρτηση πίεσης  $X(b)$  για όλες τις ζεύξεις.

Τι συμβαίνει όταν η τοπολογία δεν είναι συμμετρική και οι συνθήκες μετάδοσης διαφοροποιούνται μεταξύ των ζεύξεων; Στα Γραφήματα 61 και 62 φαίνεται η καθυστέρηση και η ισχύς μετάδοσης πακέτου σε ασύμμετρη τοπολογία για απόσταση  $R = 2$  σε κανάλι με ρυθμαπόδοση  $s_1$  και για τους τρεις αλγορίθμους ελέγχου ισχύος. Παρατηρούμε ότι ο Δυναμικός Αλγόριθμος με τη χρήση Στατιστικών επιτυγχάνει ελαφρώς μικρότερη χωρητικότητα σε σχέση με τους υπόλοιπους αλγορίθμους και, για περίπου τις ίδιες τιμές της μέσης καθυστέρησης, χρησιμοποιεί μεγαλύτερο επίπεδο μέσης ισχύος. Ο Στατικός Αλγόριθμος και ο Δυναμικός Αλγόριθμος Θερμικού θορύβου συμπεριφέρονται παρόμοια ως προς τη μέση ισχύ και τη μέση καθυστέρηση αφού η μικρότερη μέση ισχύς των πομπών των ζεύξεων του Στατικού Αλγορίθμου αντικατοπτρίζεται σε μεγαλύτερη μέση καθυστέρηση μετάδοσης πακέτου και αντιστρόφως.

Ακολούθως, συγκρίνεται η ποιότητα υπηρεσίας που παρέχουν οι Αλγόριθμοι σε ασύμμετρη τοπολογία. Από το Γράφημα 61 φαίνεται ότι ο Δυναμικός Αλγόριθμος με τη χρήση Στατιστικών σε χαμηλούς ρυθμούς άφιξης παρέχει την ίδια ποιότητα υπηρεσίας σε όλες τις ζεύξεις, κάτι που δεν ισχύει σε υψηλούς ρυθμούς άφιξης πακέτων όπου υπάρχει μεγάλη απόκλιση στην παροχή ποιότητα υπηρεσίας μεταξύ των ζεύξεων. Ο Δυναμικός Αλγόριθμος Θερμικού Θορύβου συμπεριφέρεται παρόμοια με το Στατικό Αλγόριθμο. Ιδιαίτερη συμπεριφορά του αλγορίθμου σημειώνεται για ρυθμό άφιξης κοντά στο όριο χωρητικότητας, όπου παρατηρείται ότι η μέση καθυστέρηση και συνεπώς η ποιότητα υπηρεσίας διαφέρει μεταξύ των ζεύξεων για το Δυναμικό Αλγόριθμο Θορύβου.

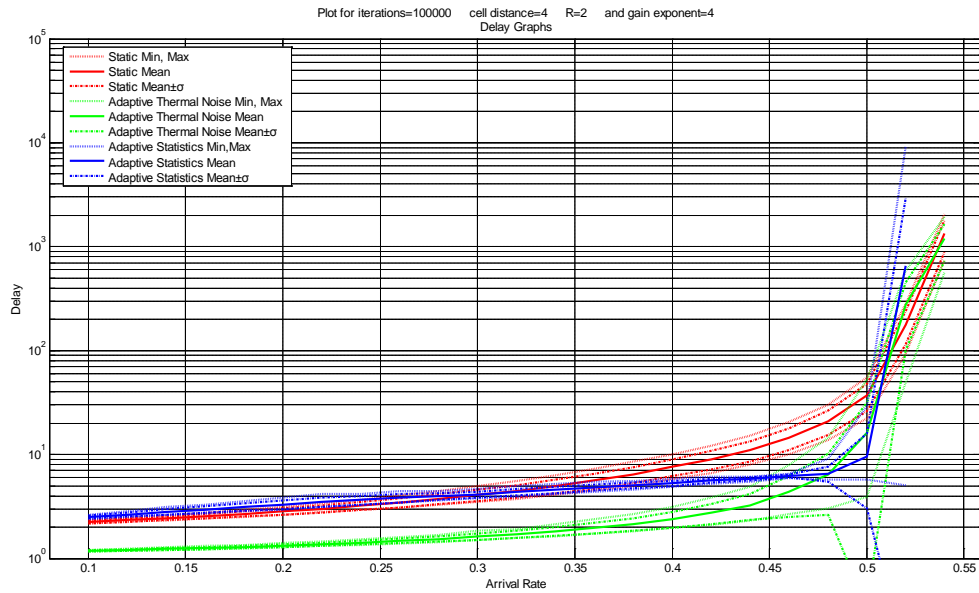


Γράφημα 59: Καθυστέρηση σε σχέση με το ρυθμό άφιξης για  $R = 2.2$ ,  $D = 4$ , συμμετρική τοπολογία. Ρυθμαπόδοση  $s_1$ .

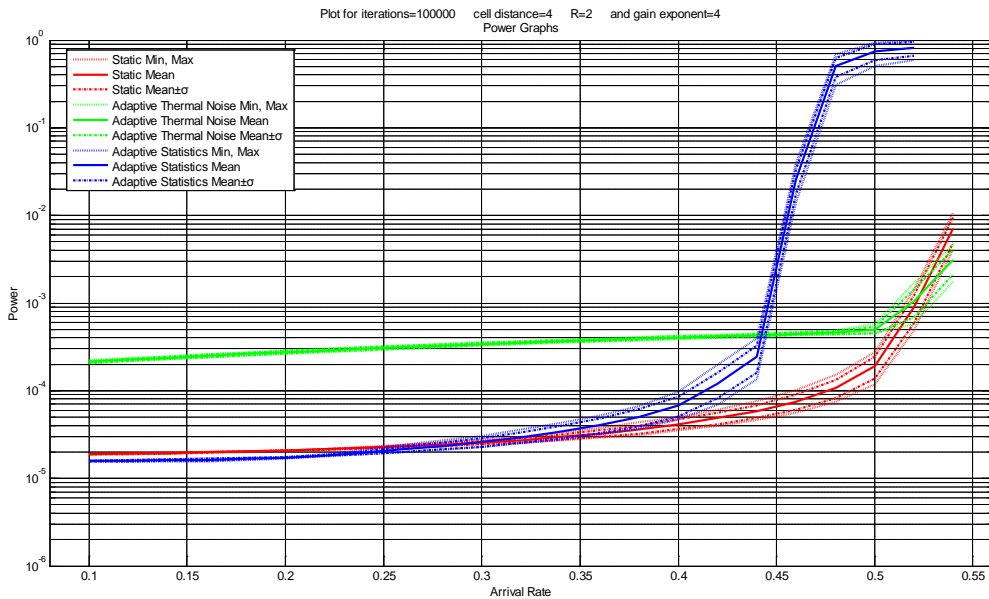


Γράφημα 60: Ισχύς σε σχέση με το ρυθμό άφιξης για  $R = 2.2$ ,  $D = 4$ , συμμετρική τοπολογία. Ρυθμαπόδοση  $s_1$ .





Γράφημα 61: Καθυστέρηση σε σχέση με το ρυθμό άφιξης για  $R = 2$ ,  $D = 4$ , ασύμμετρη τοπολογία. Ρυθμαπόδοση  $s_1$ .



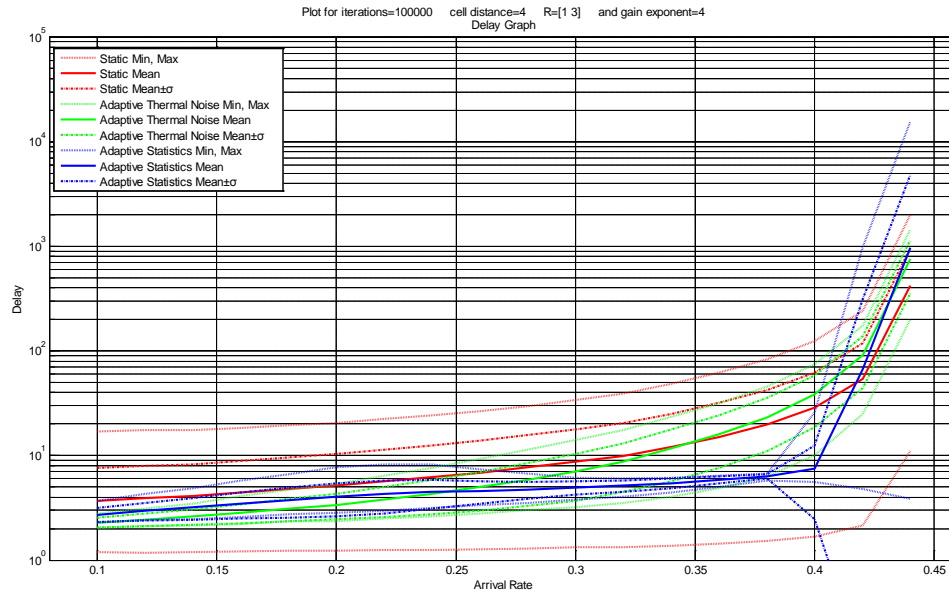
Γράφημα 62: Ισχύς σε σχέση με το ρυθμό άφιξης για  $R = 2$ ,  $D = 4$ , ασύμμετρη τοπολογία. Ρυθμαπόδοση  $s_1$ .

### 6.2.1.2 Μεταβλητή Απόσταση Πομπού - Δέκτη

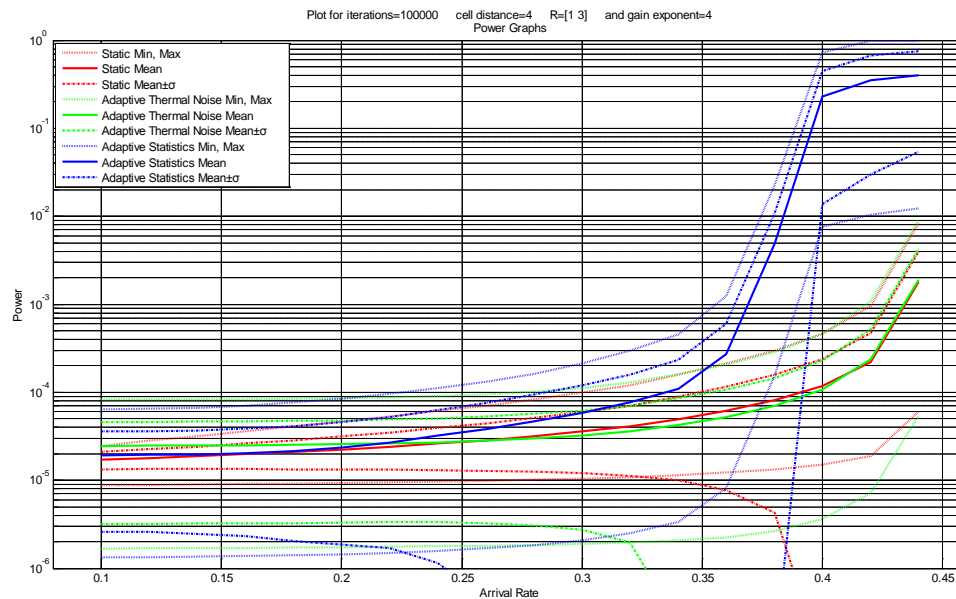
Συγκρίνοντας την επίδοση των αλγορίθμων σε τυχαία τοπολογία μεταβλητής απόστασης πομπού – δέκτη  $R$  και ρυθμαπόδοση  $s_1$ , τα Γραφήματα 63 και 64 απεικονίζουν τα διαγράμματα καθυστέρησης και ισχύος σε σχέση με το ρυθμό άφιξης.

Ως προς τη χωρητικότητα παρατηρούμε ότι όλοι οι αλγόριθμοι συμπεριφέρονται παρόμοια. Η ποιότητα υπηρεσίας (μέση καθυστέρηση πακέτου) που παρέχει ο κάθε αλγόριθμος ελέγχου ισχύος σε κάθε ζεύξη διαφοροποιείται σημαντικά. Είναι εμφανές ότι ο Στατικός Αλγόριθμος παρουσιάζει σημαντική διακύμανση στις τιμές της μέσης καθυστέρησης για διαφορετικές ζεύξεις καθώς διαφέρουν πολύ τόσο η μέγιστη και η ελάχιστη καθυστέρηση μετάδοσης πακέτου όσο και η τυπική απόκλιση ανάμεσα στις ζεύξεις. Ο Δυναμικός Αλγόριθμος με τη χρήση Στατιστικών καταφέρνει να παρέχει σχεδόν **ισότιμη ποιότητα υπηρεσίας** για όλες τις ζεύξεις του δικτύου μέχρι κάποιο ρυθμό άφιξης πακέτων, κάτι που, όμως, δε εκτείνεται σε ρυθμούς άφιξης πακέτων κοντά στα όρια χωρητικότητας. Τελικά, ο Δυναμικός Αλγόριθμος με τη χρήση Θερμικού Θορύβου παρέχει **μια ενδιάμεση, περισσότερο ισότιμη ποιότητα υπηρεσίας** σε όλες τις ζεύξεις του ασύρματου δικτύου σε σχέση με το Στατικό Αλγόριθμο, ενώ σε σχέση με τον Στατιστικό Αλγόριθμο, η συμπεριφορά του είναι **ομαλή και σταθερή** σε όλο το εύρος των ρυθμών αφίξεων πακέτων.

Αντίθετη είναι η εικόνα σε ό,τι αφορά την μέση ισχύ. Οι πομποί, όταν εφαρμόζεται ο Δυναμικός Στατιστικός Αλγόριθμος, χρησιμοποιούν μεγαλύτερη μέση ισχύ και με μεγαλύτερες διακυμάνσεις ανάμεσα στις ζεύξεις σε σχέση αυτήν παρατηρείται όταν εφαρμόζονται οι άλλοι αλγόριθμοι ελέγχου ισχύος. Αυτό είναι αναμενόμενο καθώς αυτός ο Αλγόριθμος στοχεύει στην εξίσωση της μέσης καθυστέρησης πακέτου ανάμεσα στις ζεύξεις. Το τελευταίο συνεπάγεται χρήση μεγάλης ισχύος στις μακριές ζεύξεις και μικρής ισχύος στις κοντές ζεύξεις. Αντίθετα, ο Στατικός Αλγόριθμος που χρησιμοποιεί κοινή συνάρτησης πίεσης παρουσιάζει λιγότερες διακυμάνσεις στην ισχύ, γεγονός το οποίο δένει με τη μεγάλη διακύμανση στην καθυστέρηση ανάμεσα στις ζεύξεις.



Γράφημα 63: Καθυστέρηση σε σχέση με το ρυθμό άφιξης για  $R$  τυχαία και ομοιόμορφα επιλεγμένο στο  $[1,3]$ ,  $D = 4$ , τυχαία τοπολογία. Κανάλι με ρυθμαπόδοση  $s_1$ .

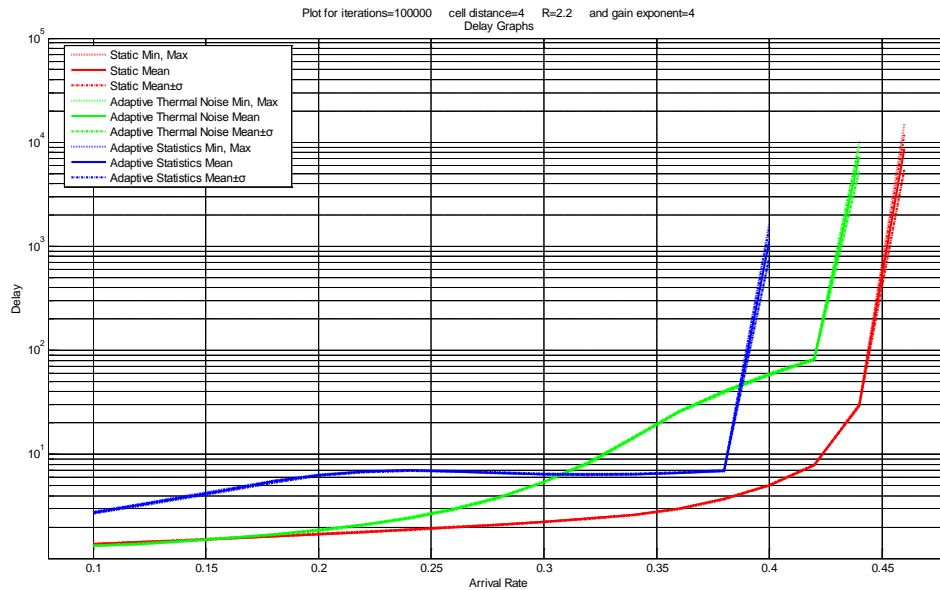


Γράφημα 64: Ισχύς σε σχέση με το ρυθμό άφιξης για  $R$  τυχαία και ομοιόμορφα επιλεγμένο στο  $[1,3]$ ,  $D = 4$ , τυχαία τοπολογία. Κανάλι με ρυθμαπόδοση  $s_1$ .

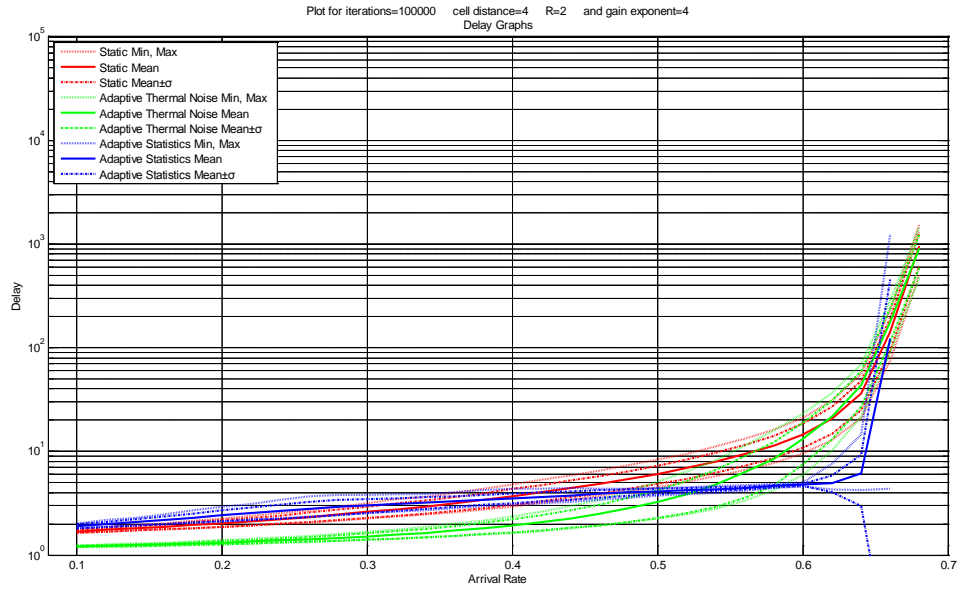
### 6.2.2 Ρυθμαπόδοση $s_2$

Σε αυτό το κεφάλαιο παρατίθενται τα Γραφήματα 65, 66, 67 για την Καθυστέρηση σε σχέση με το ρυθμό άφιξης για συμμετρική, ασύμμετρη και τυχαία τοπολογία αντίστοιχα. Τα αποτελέσματα είναι παρόμοια με του προηγούμενου Κεφαλαίου 6.2.1. Η χωρητικότητα των αλγορίθμων δε διαφέρει σημαντικά ενώ όσο πιο ακανόνιστη είναι η τοπολογία (τυχαία τοπολογία) τόσο ο Στατικός Αλγόριθμος συμπεριφέρεται χειρότερα ως προς την διακύμανση της καθυστέρησης που προσφέρεται μεταξύ των ζεύξεων. Παρόμοια με πριν, η ισχύς, η οποία δεν παρουσιάζεται στα διαγράμματα, έχει σημαντική διακύμανση ανάμεσα στις ζεύξεις στον Αλγόριθμο Θερμικού Θορύβου και, πολύ περισσότερο, στον Στατιστικό, σε σχέση με τον Στατικό, στην τυχαία τοπολογίας μεταβλητής απόστασης.

#### 6.2.2.1 Σταθερή Απόσταση Πομπού – Δέκτη

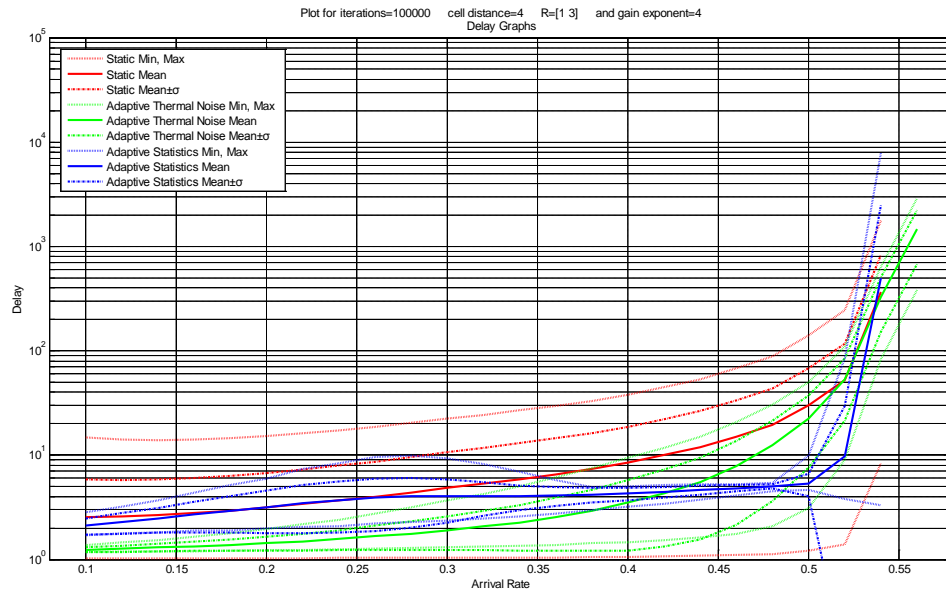


Γράφημα 65: Καθυστέρηση σε σχέση με το ρυθμό άφιξης για  $R = 2.2$ ,  $D = 4$ , συμμετρική τοπολογία. Ρυθμαπόδοση  $s_2$ .



Γράφημα 66: Καθυστέριση σε σχέση με το ρυθμό άφιξης για  $R = 2$ ,  $D = 4$ , ασύμμετρη τοπολογία. Ρυθμαπόδοση  $s_2$ .

### 6.2.2.2 Μεταβλητή Απόσταση Πομπού - Δέκτη



Γράφημα 67: Καθυστέριση σε σχέση με το ρυθμό άφιξης για  $R$  τυχαία και ομοιόμορφα επιλεγμένο στο  $[1,3]$ ,  $D = 4$ , τυχαία τοπολογία. Κανάλι με ρυθμαπόδοση  $s_2$ .

## ΕΠΙΛΟΓΟΣ

Στα πλαίσια της εργασίας μελετήθηκε το πρόβλημα ελέγχου ισχύος σε ασύρματα δίκτυα μετάδοσης δεδομένων. Όπως παρατηρήθηκε στο [1], ο Αλγόριθμος ελέγχου ισχύος DPC, ο οποίος προορίζεται για έλεγχο ισχύος σε ασύρματα δίκτυα μετάδοσης συνεχούς ροής δεδομένων, εφαρμοζόμενος σε ασύρματα δίκτυα μετάδοσης πακέτων και για συγκεκριμένες συνθήκες μετάδοσης έχει περίπου 20% μικρότερη επίδοση ως προς τη χωρητικότητα σε σχέση με τους αλγορίθμους PCMA.

Ωστόσο, οι παράμετροι των συναρτήσεων ελέγχου ισχύος των αλγορίθμων PCMA που παρουσιάστηκαν στο [1] είναι στατικές και κοινές για όλες τις ζεύξεις του δικτύου χωρίς να προσαρμόζονται στις εκάστοτε συνθήκες μετάδοσης (π.χ. συμφόρηση δικτύου, εξασθένιση μετάδοσης λόγω απωλειών διαδρομής κ.τ.λ.)

Στόχος της εργασίας ήταν να καθοριστούν μέθοδοι αυτόματης επιλογής των παραμέτρων της συνάρτησης ισχύος. Γι' αυτό το λόγο προτάθηκαν δύο αλγόριθμοι:

- Δυναμικός Αλγόριθμος Ελέγχου Ισχύος με χρήση Στατιστικών (Κεφάλαιο 3), ο οποίος αξιοποιεί το στατιστικό προφίλ του καναλιού επικοινωνίας προκειμένου να καθορίσει αυτόματα την τιμή των παραμέτρων της συνάρτησης ελέγχου ισχύος.
- Δυναμικός Αλγόριθμος Ελέγχου Ισχύος με χρήση Θερμικού Θορύβου (Κεφάλαιο 5), ο οποίος προέκυψε από την παρατήρηση της μορφής των συναρτήσεων ελέγχου ισχύος που χρησιμοποιεί ο Δυναμικός Αλγόριθμος Ελέγχου Ισχύος με χρήση Στατιστικών και αξιοποιεί τη γνώση για το επίπεδο του θερμικού θορύβου στο δέκτη της ζεύξης.

Οι δύο δυναμικά προσαρμοζόμενοι αλγόριθμοι ελέγχου ισχύος πέτυχαν αυτόματη προσαρμογή των παραμέτρων της συνάρτησης ελέγχου ισχύος σε διαφοροποιημένες συνθήκες μετάδοσης (διαφορετικές τοπολογίες και ποικίλα επίπεδα συμφόρησης) και έδειξαν χαρακτηριστικά μεγαλύτερης ισοτιμίας στην παρεχόμενη ποιότητα υπηρεσίας (καθυστέρηση πακέτου), σε σχέση με τους αλγορίθμους στατικής συνάρτησης πίεσης των [1-2].

Συγκεκριμένα, στα πειράματα που διεξήχθησαν, ο Δυναμικός Αλγόριθμος Ελέγχου Ισχύος με τη χρήση Θερμικού Θορύβου έδειξε πολύ καλή ισοτιμία στην ποιότητα υπηρεσίας μεταξύ των διαφορετικών ζεύξεων. Ακόμα καλύτερη ισοτιμία επέδειξε ο Δυναμικός Αλγόριθμος Ελέγχου Ισχύος με τη χρήση Στατιστικών, όμως σε μικρότερη περιοχή χωρητικότητας. Αυτό είναι ένα στοιχείο το οποίο ενθαρρύνει για την

περαιτέρω έρευνα αυτών των Αλγορίθμων ώστε η ισότιμη ποιότητα υπηρεσίας να επεκταθεί σε όλο το φάσμα της περιοχής χωρητικότητας.

Στα πλαίσια της παρούσης εργασίας, η επίδοση των δυναμικών αλγορίθμων εξετάστηκε για δύο περιπτώσεις ρυθμαποδόσεων στις ψηφιακές ασύρματες επικοινωνίες, οι οποίες είχαν εξεταστεί στα [1-2]. Μελλοντικά, θα μπορούσε να μελετηθεί η επίδοση των αλγορίθμων για διαφορετικές ρυθμαποδόσεις ώστε να επαληθευθούν οι παρατηρήσεις και τα συμπεράσματα που συναχτήκαν σε περισσότερα συστήματα επικοινωνιών.

Επιπροσθέτως, θα μπορούσε να μελετηθεί η επίδοση των αλγορίθμων για διαφορετικές τοπολογίες ασύρματων δικτύων εισάγοντας πλέον αυτών που είχαν παρουσιαστεί στα πλαίσια της εργασίας. Η αξιολόγηση της επίδοσης των δυναμικών αλγορίθμων όταν υπάρχει κινητικότητα χρηστών στο πεδίο μετάδοσης είναι επίσης κάτι που θα μπορούσε μελλοντικά να εξεταστεί.

Τέλος, μια ενδιαφέρουσα κατεύθυνση αφορά το πώς οι δυναμικά προσαρμοζόμενοι αλγόριθμοι που έχουν παρουσιαστεί στα πλαίσια αυτής της εργασίας μπορούν να χρησιμοποιηθούν ώστε να ελέγχεται το επίπεδο QoS κάθε χρήστη στα πλαίσια παροχής υπηρεσιών διαφοροποιημένης προτεραιότητας στο ασύρματο δίκτυο.

## ΠΑΡΑΡΤΗΜΑ Α: ΠΡΟΣΔΙΟΡΙΣΜΟΣ $x_1, x_F, x_M$

Σε αυτή την ενότητα φαίνεται η μαθηματική ανάλυση των σχέσεων του Πίνακα 1. Υπολογίζουμε τα  $x_1, x_F, x_M$  για κανάλι με ρυθμαπόδοση  $s_1$  και  $s_2$  ως εξής.

Για ρυθμαπόδοση  $s_1$  για την στιγμιαία ισχύ ισχύει:

$$p_1^*(b, \zeta) = \begin{cases} \frac{1}{a} (\sqrt{\beta X(b)\zeta} - \beta\zeta), & \zeta \leq \frac{X(b)}{\beta}, \\ 0, & \zeta > \frac{X(b)}{\beta}. \end{cases}$$

Παραγωγίζοντας την παραπάνω συνάρτηση ως προς την ανηγμένη παρεμβολή  $\zeta$ , βρίσκουμε την τιμή της πίεσης  $X(\zeta)$  ώστε στο σημείο  $(b, \zeta)$  η ισχύς να μεγιστοποιείται:

$$X(\zeta) = 4 \cdot \beta \cdot \zeta \quad (\text{A.1.1})$$

Για  $\zeta = \zeta_1$  είναι:

$$x_1 = 4 \cdot \beta \cdot \zeta_1 \quad (\text{A.1.2})$$

Για  $\zeta = \zeta_F$  είναι:

$$x_F = 4 \cdot \beta \cdot \zeta_F \quad (\text{A.1.3})$$

Στη συνέχεια υπολογίζουμε το  $x_M$ . Το  $x_M$  δεν εξαρτάται από το επίπεδο της ανηγμένης παρεμβολής  $\zeta$  καθώς αντιστοιχεί στην τιμή πίεσης συσσωρευμένων πακέτων όταν το  $p_1^* = p_M$ . Καταρχάς, απαλείφουμε την ανηγμένη παρεμβολή  $\zeta$  για  $X(\zeta) = x_M$ :

$$\zeta = \frac{x_M}{4 \cdot \beta} \quad (\text{A.1.4})$$

Αντικαθιστώντας τη σχέση στιγμιαίας ισχύος για ρυθμαπόδοση  $s_1$  με  $\zeta \leq \frac{X(b)}{\beta}$  Για τη μέγιστη ισχύ  $p_M$ :

$$x_M = 4 \cdot a \cdot p_M \quad (\text{A.1.5})$$

Για ρυθμαπόδοση  $s_2$  για τη στιγμιαία ισχύ ισχύει:



$$p_2^*(b, \zeta) = \begin{cases} -\frac{\zeta}{\delta} \ln \frac{\zeta}{\delta X(b)}, & \zeta \leq \delta X(b) \\ 0, & \zeta > \delta X(b) \end{cases}$$

Ομοίως, για  $\zeta = \zeta_1$  είναι:

$$x_1 = \zeta_1 \cdot \frac{e}{\delta} \quad (\text{A.1.6})$$

και για  $\zeta = \zeta_F$  είναι:

$$x_F = \zeta_F \cdot \frac{e}{\delta} \quad (\text{A.1.7})$$

Και για μέγιστη ισχύ  $p_M$  είναι:

$$x_M = e \cdot p_M \quad (\text{A.1.8})$$

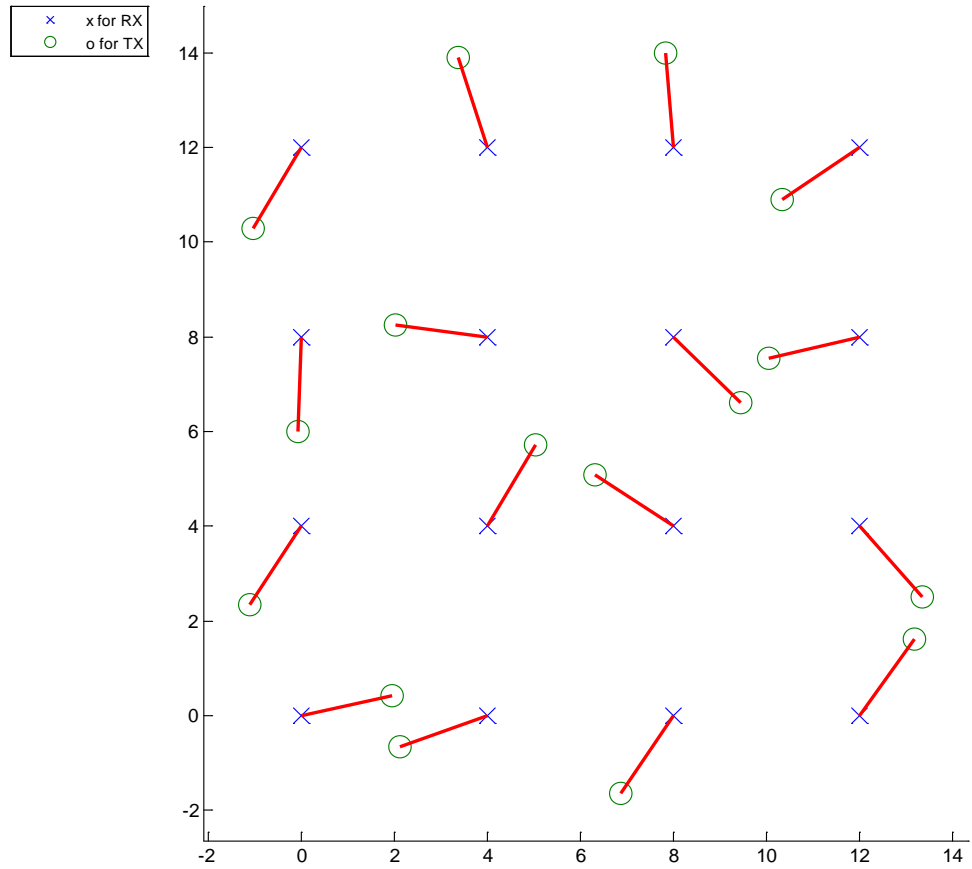
## ΠΑΡΑΡΤΗΜΑ Β: ΤΟΠΟΛΟΓΙΑ ΔΙΚΤΥΟΥ

Οι τοπολογίες που μελετήθηκαν σε όλα τα πειράματα είναι συμμετρική και η ασύμμετρη. Για τη σύγκριση μεταξύ των δυναμικών αλγορίθμων χρησιμοποιήθηκε η τυχαία τοπολογία. Στις δύο πρώτες περιπτώσεις τοποθετούνται σε πλέγμα 16 δέκτες οι οποίοι απέχουν μεταξύ τους απόσταση ίση με 4 και σε κάθε δέκτη αντιστοιχεί ένας πομπός. Ο πομπός τοποθετήθηκε σε απόσταση  $R=1, 1.5, 2$  και  $2.2$  και  $2.5$  αντίστοιχα. Στη συμμετρική περίπτωση ουσιαστικά οι πομποί τοποθετήθηκαν σε άλλο πλέγμα ενώ στην ασύμμετρη περίπτωση η θέση τους στην ακτίνα ήταν τυχαία. Στην τυχαία τοπολογία, οι δέκτες τοποθετήθηκαν σε ένα πλέγμα, όπως παραπάνω, και οι πομποί σε μία τυχαία απόσταση  $R=[1,3]$ .

Για να εξαλείψουμε τα φαινόμενα των άκρων, ώστε οι ζεύξεις που βρίσκονται στο κέντρο να μη δέχονται περισσότερη παρεμβολή από τα άκρα του δικτύου, υποθέσαμε αναδίπλωση του τετραγώνου στις απέναντι πλευρές του (wrap around). Πρακτικά, αυτό υλοποιείται με επανάληψη του αρχικού πλέγματος των 16 δεκτών και 16 πομπών στις πλευρές, προσθέτοντας δηλαδή 4 εικονικά πλέγματα στις 4 πλευρές του πραγματικού πλέγματος. Για τον υπολογισμό της παρεμβολής που δέχεται ο κάθε δέκτης του πραγματικού πλέγματος από κάθε πομπό του πραγματικού πλέγματος, διαλέγουμε ανάμεσα στο πραγματικό πομπό και των τεσσάρων ειδώλων του εκείνον που παρεμβάλλει περισσότερο.

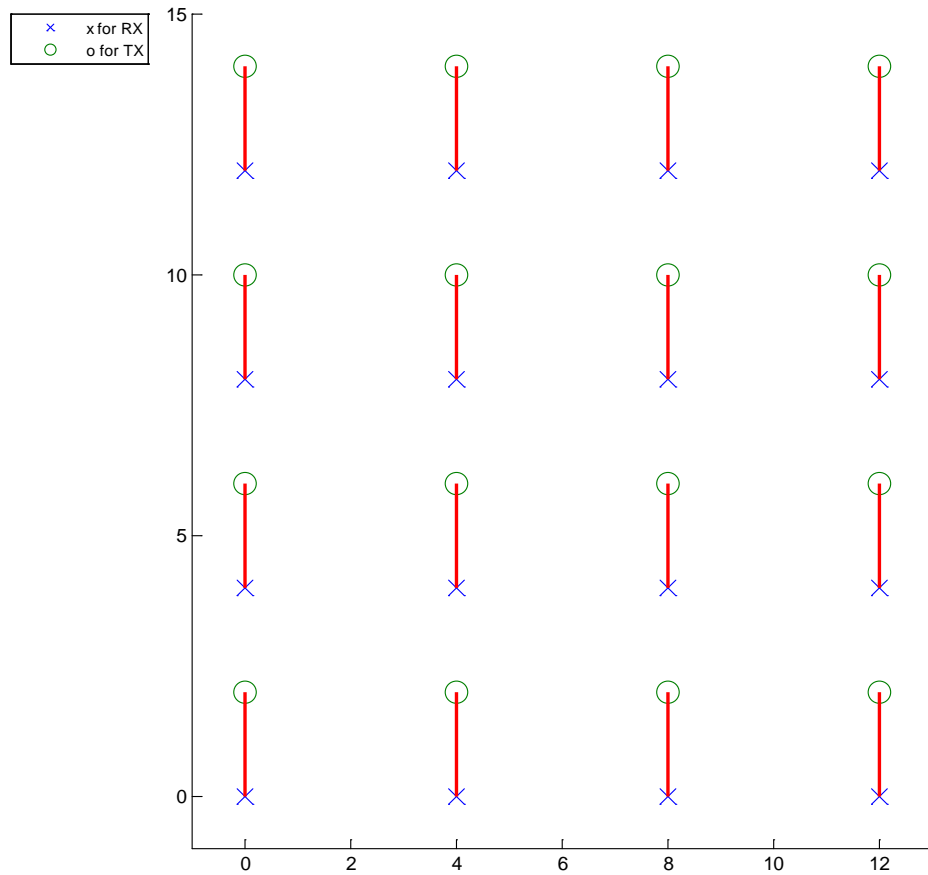
Στις παρακάτω εικόνες φαίνεται η φυσική τοπολογία του δικτύου με απόσταση πομπού – δέκτη  $R = 2$  και δέκτη – δέκτη  $D = 4$  που χρησιμοποιήθηκε στα πειράματα για τη Συμμετρική και Ασύμμετρη περίπτωση.

α) Ασύμμετρη τοπολογία



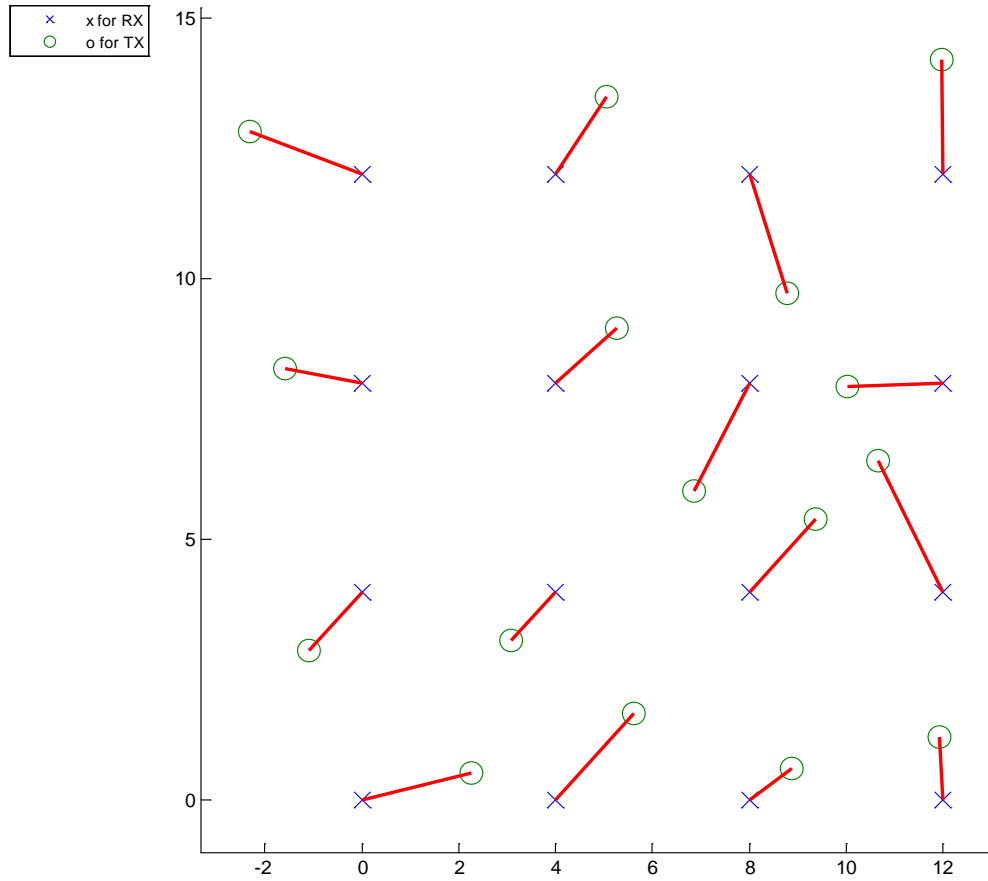
ΓΡΑΦΗΜΑ Β1: Ασύμμετρη Τοπολογία για  $R = 2$  και  $D = 4$

β) Συμμετρική Τοπολογία



ΓΡΑΦΗΜΑ Β2: Συμμετρική Τοπολογία για  $R = 2$  και  $D = 4$

γ) Τυχαία τοπολογία:



ΓΡΑΦΗΜΑ Β3: Τυχαία Τοπολογία για  $D = 4$  και  $R \in [1,3]$

## ΠΑΡΑΡΤΗΜΑ Γ: ΠΑΡΑΜΕΤΡΟΙ ΠΕΙΡΑΜΑΤΩΝ

Παρατίθενται οι πίνακες με τις τιμές των παραμέτρων που χρησιμοποιήθηκαν στα πειράματα, ένας πίνακας που αφορά τις γενικές παραμέτρους της πορομοίωσης και άλλους δύο, ανάλογα με τον τύπο του καναλιού τον οποίο εξετάζαμε.

ΠΙΝΑΚΑΣ Γ1: ΤΙΜΕΣ ΠΑΡΑΜΕΤΡΩΝ ΔΥΝΑΜΙΚΟΥ ΑΛΓΟΡΙΘΜΟΥ ΜΕ ΣΤΑΤΙΣΤΙΚΑ

Όνομα Τιμής	Τιμή	Επεξήγηση
<i>linkDistance</i>	1 1.5 2 2.2 2.5	Απόσταση μεταξύ πομπού δέκτη
<i>cellDistance</i>	4	Απόσταση μεταξύ των δεκτών του πλέγματος
<i>gainExponent</i>	4	Συντελεστής απόσβεσης περιβάλλοντος σε λογαριθμικό μοντέλο απόσβεσης
<i>backlogMAX</i>	1000	Μέγιστος αριθμός πακέτων που μπορούν να αποθηκευτούν στην ενδιάμεση μνήμη του πομπού
$q_1$	2%	Συντελεστής ελάχιστης αποδεκτής ποιότητας καναλιού
$q_F$	50%	Συντελεστής επιθυμητής ποιότητας καναλιού
$F$	2	Αριθμός πακέτων, πάνω από τον οποίο η ενδιάμεση μνήμη θεωρείται ότι γεμίζει και πρέπει να αρχίσει ο πομπός να πιέζει ώστε να στείλει πακέτα
<i>Memory</i>	10000	Αριθμός θέσεων μνήμης που διαθέτει ο πομπός για αποθήκευση στατιστικών του

		καναλιού
<i>Iterations</i>	100000	Αριθμός χρονοθυρίδων για τις οποίες τρέχει ο αλγόριθμος
<i>PMAX</i>	1	Μέγιστη εργοστασιακή ισχύς του πομπού

ΠΙΝΑΚΑΣ Γ1: ΠΑΡΑΜΕΤΡΟΙ ΓΙΑ ΚΑΝΑΛΙ ΤΥΠΟΥ 1

Όνομα Τιμής	Τιμή	Επεξήγηση
<i>successProbAParam</i>	1	Παράμετρος $\alpha$ στη σχέση (7)
<i>successProbBParam</i>	1	Παράμετρος $\beta$ στη σχέση (7)

ΠΙΝΑΚΑΣ Γ2: ΠΑΡΑΜΕΤΡΟΙ ΓΙΑ ΚΑΝΑΛΙ ΤΥΠΟΥ 2

Όνομα Τιμής	Τιμή	Επεξήγηση
<i>successProbParamDelta</i>	1	Παράμετρος $\delta$ στη σχέση (10)

## BIBΛΙΟΓΡΑΦΙΑ

- [1] N. Bambos and S. Kandukuri, Power controlled multiple access (PCMA) in wireless communication networks, in Proceedings of InfoCom 2000, vol. 2, pp. 386–395, 2000.
- [2] N. Bambos and S. Kandukuri, Power-controlled multiple access schemes for next-generation wireless packet networks, IEEE Wireless Communications, vol. 9, no. 3, pp. 58–64, June 2002.
- [3] N. Bambos and S. Gitzenis, Power Control in Wireless Networking: Basic Principles and Core Algorithms, Signal Processing for Mobile Communications Handbook editor: M. Ibnkahla, CRC Press.
- [4] S. Gitzenis and N. Bambos, Transmitter Power Control in Wireless Computing, Handbook of Mobile Computing, editors: M. Ilyas and I. Mahgoub, 805-836, Auerbach/CRC Press, December 2004.
- [5] Th. Rappaport, Wireless Communications: Principles and Practice, 2nd ed., Prentice Hall, January 2002.
- [6] S. Kandukuri and N. Bambos, Multimodal dynamic multiple access (MDMA) in power controlled wireless packet networks, in Proceedings of InfoCom 2001.
- [7] G. Foschini and Z. Miljanic, A simple distributed autonomous power control algorithm and its convergence, IEEE Tran. on Vehicular Technology, vol. 42, no. 4, pp. 641–646, 1993.
- [8] D. Bertsekas, Dynamic Programming: Deterministic and Stochastic Models. Upper Saddle River, NJ: Prentice Hall, 1987.
- [9] A. Goldsmith, Wireless Communications, Cambridge University Press, September 2005.
- [10] John G. Proakis and Massoud Salehi, “Digital Communications”, 5th edition, McGraw Hill Higher Education, 2008.