



ΕΘΝΙΚΟ ΜΕΤΣΟΒΙΟ ΠΟΛΥΤΕΧΝΕΙΟ
ΣΧΟΛΗ ΗΛΕΚΤΡΟΛΟΓΩΝ ΜΗΧΑΝΙΚΩΝ ΚΑΙ ΜΗΧΑΝΙΚΩΝ ΥΠΟΛΟΓΙΣΤΩΝ

ΤΟΜΕΑΣ ΣΥΣΤΗΜΑΤΩΝ ΜΕΤΑΔΟΣΗΣ ΠΛΗΡΟΦΟΡΙΑΣ
ΚΑΙ ΤΕΧΝΟΛΟΓΙΑΣ ΥΛΙΚΩΝ
ΕΡΓΑΣΤΗΡΙΟ ΜΙΚΡΟΚΥΜΑΤΩΝ ΚΑΙ ΟΠΤΙΚΩΝ ΙΝΩΝ

Αλγόριθμοι Διαχείρισης Ασυρμάτων Πόρων για Πολυκυφελωτά
OFDMA Δίκτυα με εφαρμογή στα Δίκτυα WiMAX

ΔΙΔΑΚΤΟΡΙΚΗ ΔΙΑΤΡΙΒΗ

ΤΟΥ

Στειακογιαννάκη Ν. Ιωάννη

Αθήνα, Οκτώβριος 2011

(this page is left intentionally blank)



ΕΘΝΙΚΟ ΜΕΤΣΟΒΙΟ ΠΟΛΥΤΕΧΝΕΙΟ
ΣΧΟΛΗ ΗΛΕΚΤΡΟΛΟΓΩΝ ΜΗΧΑΝΙΚΩΝ
ΚΑΙ ΜΗΧΑΝΙΚΩΝ ΥΠΟΛΟΓΙΣΤΩΝ
ΤΟΜΕΑΣ ΣΥΣΤΗΜΑΤΩΝ ΜΕΤΑΔΟΣΗΣ ΠΛΗΡΟΦΟΡΙΑΣ
ΚΑΙ ΤΕΧΝΟΛΟΓΙΑΣ ΥΛΙΚΩΝ
ΕΡΓΑΣΤΗΡΙΟ ΜΙΚΡΟΚΥΜΑΤΩΝ ΚΑΙ ΟΠΤΙΚΩΝ ΙΩΝ

Αλγόριθμοι Διαχείρισης Ασυρμάτων Πόρων για Πολυκυφελωτά OFDMA Δίκτυα με εφαρμογή στα Δίκτυα WiMAX

ΔΙΔΑΚΤΟΡΙΚΗ ΔΙΑΤΡΙΒΗ

ΤΟΥ

Στειακογιαννάκη Ν. Ιωάννη

Συμβουλευτική Επιτροπή: Κακλαμάνη Δήμητρα-Θεοδώρα
Ουζούνογλου Νικόλαος
Βενιέρης Ιάκωβος

Εγκρίθηκε από την επταμελή εξεταστική επιτροπή την 31^η Οκτωβρίου 2011.

.....
Κακλαμάνη Δήμητρα-Θεοδώρα
Καθηγήτρια
Ε. Μ. Πολυτεχνείο

.....
Ουζούνογλου Νικόλαος
Καθηγητής
Ε. Μ. Πολυτεχνείο

.....
Βενιέρης Ιάκωβος
Καθηγητής
Ε. Μ. Πολυτεχνείο

.....
Θεολόγου Μιχαήλ
Καθηγητής
Ε. Μ. Πολυτεχνείο

.....
Παπαβασιλείου Συμεών
Αναπ. Καθηγητής
Ε. Μ. Πολυτεχνείο

.....
Κανάτας Αθανάσιος
Αναπ. Καθηγητής
Πανεπιστήμιο Πειραιά

.....
Τσούλος Γεώργιος
Επικ. Καθηγητής
Πανεπιστήμιο Πελοποννήσου

Αθήνα, Οκτώβριος 2011.

.....
Στειακογιαννάκης Ν. Ιωάννης
Διδάκτωρ Ηλεκτρολόγος Μηχανικός και Μηχανικός Υπολογιστών Ε.Μ.Π.

Copyright © Στειακογιαννάκης Ν. Ιωάννης, 2011.
Με επιφύλαξη παντός δικαιώματος. All rights reserved.

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

Η έγκριση της διδακτορικής διατριβής από την Ανώτατη Σχολή Ηλεκτρολόγων Μηχανικών και Μηχανικών Υπολογιστών του Ε.Μ. Πολυτεχνείου δεν υποδηλώνει αποδοχή των γνώμων του συγγραφέα (Νόμος 5343/1932, Άρθρο 202).

Περίληψη

Η παρούσα διδακτορική διατριβή πραγματεύεται το πρόβλημα διαχείρισης ασυρμάτων πόρων για πολυκυψελωτά OFDMA δίκτυα, με εφαρμογή στα δίκτυα WiMAX. Καθώς η OFDMA φαίνεται να επικρατεί ως η τεχνική πολλαπλής πρόσβασης των δικτύων επόμενης γενιάς, για όλα τα πλεονεκτήματα που προσφέρει στο φυσικό στρώμα, είναι αναγκαίο στο στρώμα ελέγχου πρόσβασης μέσου να υπάρχει ένα ισχυρό πλαίσιο διαχείρισης πόρων. Αυτό το πλαίσιο θα πρέπει να είναι σε θέση να αξιοποιεί με τον καλύτερο δυνατό τρόπο τους διαθέσιμους πόρους του δικτύου, εν προκειμένω το καταλαμβανόμενο εύρος ζώνης και τη διαθέσιμη ισχύ, λαμβάνοντας υπόψη τις ανάγκες και απαιτήσεις των χρηστών του δικτύου.

Αρχικά, το ενδιαφέρον εστιάζεται στο μοντέλο ενός OFDMA δικτύου. Στο Κεφ. 1 πραγματοποιείται εκτενής παρουσίαση του φυσικού στρώματος της τεχνικής πολυπλεξίας OFDM από την οποία προκύπτει η OFDMA. Εκεί περιλαμβάνεται περιγραφή του OFDM σήματος και ενός πλήρους πομποδέκτη OFDM ενώ αναλύονται τα πλεονεκτήματα που προσφέρει η OFDM σε επίπεδο φυσικού στρώματος.

Το Κεφ. 2 αφορά στο πρόβλημα διαχείρισης πόρων για πολυκυψελωτά OFDMA δίκτυα. Αφού οριστεί τυπικά το πρόβλημα ως ένα πρόβλημα βελτιστοποίησης, παρουσιάζεται ένα πλαίσιο διαχείρισης ασυρμάτων πόρων, όπου αντιμετωπίζονται τα επιμέρους προβλήματα επιλογής σταθμού βάσης, εκχώρησης φερόντων και καθορισμού διαμόρφωσης και ελέγχου ισχύος. Ακολουθεί περιγραφή έξι διαφορετικών αλγορίθμων εκχώρησης φερόντων, συγκεκριμένα ο σειριακός, συντεταγμένος, τυχαίος και τυχαίος-συντεταγμένος αλγόριθμος, οι οποίοι δεν απαιτούν γνώση των συνθηκών του καναλιού του χρήστη, καθώς και ο προσαρμοστικός και βέλτιστος αλγόριθμος, οι οποίοι αντιθέτως απαιτούν πλήρη γνώση των συνθηκών καναλιού. Η επίδοση ενός πολυκυψελωτού OFDMA δικτύου όταν εφαρμόζεται το προηγούμενο πλαίσιο εκχώρησης πόρων με αυτούς τους αλγορίθμους εκχώρησης φερόντων εκτιμάται μέσα από δύο σειρές προσομοιώσεων. Στην πρώτη σειρά προσομοιώσεων το ενδιαφέρον εστιάζει στους αλγορίθμους που δεν απαιτούν γνώση των συνθηκών καναλιού, ενώ στη δεύτερη η επίδοσή τους συγκρίνεται με αυτή του προσαρμοστικού αλγορίθμου, που απαιτεί πλήρη γνώση των συνθηκών καναλιού.

Συνεχίζοντας, στο Κεφ. 3 το ενδιαφέρον στρέφεται στην εφαρμογή μεθόδων της θεωρίας παιγνίων για την πρόταση λύσεων στο πρόβλημα διαχείρισης πόρων.

Μετά από μια σύντομη εισαγωγή στις έννοιες της θεωρίας παιγνίων, ακολουθεί η παρουσίαση ενός αλγορίθμου κατανομής φερόντων ο οποίος βασίζεται σε συνδυαστικές δημοπρασίες. Η παρουσίαση του αλγορίθμου ακολουθείται από μια σειρά προσομοιώσεων όπου η επίδοση του προτεινόμενου αλγορίθμου συγκρίνεται με την επίδοση του βέλτιστου, προσαρμοστικού και τυχαίου αλγορίθμου. Στη συνέχεια του κεφαλαίου παρουσιάζεται ένας κατανεμημένος αλγόριθμος ελέγχου ισχύος, ο οποίος βασίζεται σε μη συνεργατικά παίγνια. Έτσι, παρουσιάζεται μία ακόμα σειρά προσομοιώσεων όπου συγκρίνεται η επίδοση του κατανεμημένου σχήματος ελέγχου ισχύος με το κεντρικό σχήμα ελέγχου ισχύος υπό την εφαρμογή του βέλτιστου αλγορίθμου κατανομής φερόντων και του αλγορίθμου κατανομής δημοπρασιών.

Κατόπιν, το ενδιαφέρον επικεντρώνεται στο πρόβλημα διαχείρισης πόρων για πολυκυφελωτά WiMAX δίκτυα. Το Κεφ. 4 δίνει τις απαραίτητες πληροφορίες για το φυσικό στρώμα και το στρώμα ελέγχου μέσου του WiMAX. Περιγράφεται, έτσι, η δομή του OFDM συμβόλου καθώς και ο τρόπος επιλογής των OFDM φερόντων για τη συγχρότηση των υποκαναλιών και των θυρίδων. Πραγματοποιείται επίσης μια σύντομη περιγραφή του WiMAX πλαισίου, εστιάζοντας στην εφαρμογή χρονοδιαμεριστικής αμφιδρόμησης. Έπειτα γίνεται λόγος για την κλασματική επαναχρησιμοποίηση συχνότητας, μια τεχνική που προβλέπεται στο WiMAX για την καλύτερη αξιοποίηση του φάσματος. Υπό αυτό το πρίσμα, παρουσιάζεται η δομή ενός πολυκυφελωτού δικτύου WiMAX και οι διαδικασίες που ακολουθούνται για τη διαχείριση των πόρων του δικτύου. Στο σημείο αυτό παρουσιάζονται τρεις διαφορετικές προσεγγίσεις στο πρόβλημα της επιλογής συντελεστή επαναχρησιμοποίησης συχνότητας, συγκεκριμένα μια προσέγγιση που βασίζεται στην απόσταση, μία δεύτερη που βασίζεται στο SINR ενώ προτείνεται ακόμα μία τρίτη που βασίζεται στην εξισορρόπηση φορτίου ανάμεσα στους συντελεστές επαναχρησιμοποίησης. Η επίδοση των διαφορετικών προσεγγίσεων παρουσιάζεται μέσα από μια σειρά προσομοιώσεων.

Η παρούσα διδακτορική διατριβή ολοκληρώνεται με το Κεφ. 5. Εκεί συγκεντρώνονται τα συμπεράσματα που προέκυψαν από τη διεξαχθείσα έρευνα ενώ παράλληλα σχηματίζονται κάποιες προτάσεις για μελλοντική έρευνα στο συγκεκριμένο ερευνητικό πεδίο.

Λέξεις-Κλειδιά

OFDMA, διαχείριση ασυρμάτων πόρων, margin adaptive, εκχώρηση φερόντων, έλεγχος ισχύος, προσαρμοστική διαμόρφωση, θεωρία παιγνίων, συνδυαστικές δημοπρασίες, IEEE 802.16, WiMAX, κλασματική επαναχρησιμοποίηση συχνότητας

Abstract

The present doctoral thesis tackles the problem of radio resource management for multicellular OFDMA networks with application to WiMAX networks. Since OFDMA is the most prevalent candidate as the multiple access technique for the next generation networks, thanks to the advantages it offers at physical layer, it is necessary to have an effective resource management framework at medium access control layer. This framework must be able to exploit the most of the available resources of the network, in this case the occupied bandwidth and the available power, while taking into consideration users' requirements.

Firstly, the thesis considers the model of an OFDMA network. In Ch. 1, the physical layer of the multiplexing technique OFDM, on which the OFDMA is based, is presented in detail. A description of the OFDM signal and a full OFDM transceiver are included therein, while the advantages OFDM offers at physical layer are analysed.

Ch. 2 refers to the radio resource management problem for multicellular OFDMA networks. The formal definition of the problem as an optimisation problem is followed by the presentation of a radio resource management framework, where the subproblems of base station selection, subcarrier allocation and bit loading and power control are tackled. The description of six different subcarrier allocation algorithms follows, namely the sequential, coordinated, random, and random-coordinated algorithms, which do not require state information for users' channel, and the adaptive and optimal algorithms, which, on the contrary, require full channel state information. The performance of a multicellular OFDMA network, when the previous resource management framework is employed with the aforementioned subcarrier allocation algorithms, is estimated through two series of simulations. In the first one, the focus is on the algorithms that do not require channel state information, while in the second one, their performance is compared to the performance of the adaptive algorithm, which requires full channel state information.

Continuing, in Ch. 3, attention turns to the application of methods from game theory for the proposition of solutions to the problem of resource management. After a brief introduction to the notions of game theory, a presentation of a subcarrier

allocation algorithm based on combinatorial auctions follows. The presentation of the algorithm is followed by a series of simulations where the performance of the proposed algorithm is compared to the performance of the optimal, adaptive and random algorithms. Thence, a distributed power control scheme based on non-cooperative games is presented, followed by a series of simulations, where the performance of the distributed power control scheme is compared with the centralised scheme, when the optimal and auction-based subcarrier allocation algorithms are applied.

Thence, the thesis focuses on the resource management problem for multicellular WiMAX networks. Ch. 4 provides with the necessary insight in the physical and medium access control layers of WiMAX. Hence, the structure of the OFDM symbol is described along with the subcarrier selection process for the subchannel and slot formation. A brief description of the WiMAX frame is provided, focusing on the application of time division duplexing. The second section of the chapter refers to the fractional frequency reuse, a technique included in WiMAX standards aiming at better bandwidth exploitation. Within this context, the structure of a WiMAX network is presented along with the procedures for the resource management. At this point, three different approaches to the frequency reuse factor selection problem are presented, namely an approach based on distance, a second one based on SINR while a third is proposed based on load balancing between reuse factors. The performance of the different approaches is evaluated through simulations.

The doctoral thesis concludes to Ch. 5. The conclusions of the research are presented therein, while some proposals for future research are sketched, based on the state of the art at this research field.

Keywords

OFDMA, radio resource management, margin adaptive, subcarrier allocation, power control, adaptive modulation, game theory, combinatorial auctions, IEEE 802.16, WiMAX, fractional frequency reuse

Ευχαριστίες

Η παρούσα διδακτορική διατριβή αποτελεί τον καρπό κοπιωδών προσπαθειών τεσσάρων χρόνων, προσπάθειες στις οποίες συνεισέφεραν άμεσα ή έμμεσα ένα πλήθος ανθρώπων. Ιδιαίτερες ευχαριστίες οφείλω στην κα Κακλαμάνη, Καθηγήτρια ΕΜΠ, επιβλέπουσά μου κατά την εκπόνηση της διδακτορικής έρευνας, καθώς και στους κ.κ. Ουζούνογλου, Καθηγητή ΕΜΠ, και Βενιέρη, Καθηγητή ΕΜΠ, μέλη της τριμελούς συμβουλευτικής επιτροπής. Η αγαστή συνεργασία που αναπτύχθηκε κατά την εκπόνηση της διδακτορικής έρευνας υπήρξε ακρογωνιαίος λίθος για την ομαλή ολοκλήρωση των διδακτορικών μου σπουδών.

Ιδιαίτερη μνεία οφείλω στην εκλεκτή συνάδελφο κα Ζαρμπούτη, Διδάκτορα Μηχανικό ΕΜΠ, η στενή συνεργασία με την οποία λειτούργησε καταλυτικά στην εκπόνηση της διδακτορικής έρευνας, ιδιαίτερα μάλιστα κατά τα δύο πρώτα, κρίσιμα χρόνια των διδακτορικών μου σπουδών. Η συνεργασία μου επίσης με τον κ. Τσούλο, Επικ. Καθηγητή Πανεπιστημίου Πελοποννήσου, και την κα Αθανασιάδου, Επικ. Καθηγήτρια Πανεπιστημίου Πελοποννήσου, υπήρξε ιδιαίτερα γόνιμη και παραγωγική και για το λόγο αυτό τους χρωστώ ευγνωμοσύνη.

Η εργασία μου στο Εργαστήριο Μικροκυμάτων και Οπτικών Ινών (EMOI) καθώς και το Εργαστήριο Ευφυών Επικοινωνιών και Δικτύων Ευρείας Ζώνης (ICB-Net) με έφερε σε επαφή με ένα σύνολο αξιόλογων συναδέλφων, με τους οποίους μοιραστήκαμε τους κοινούς μας προβληματισμούς και τις αγωνίες μας όλα αυτά τα χρόνια. Τους ευχαριστώ θερμά για το ευχάριστο εργασιακό περιβάλλον και για όλες τις ενδιαφέρουσες συζητήσεις πάνω σε ερευνητικά και όχι μόνον ζητήματα.

Πέρα από το ακαδημαϊκό περιβάλλον, θα ήθελα να ευχαριστήσω θερμά όλους τους φίλους που δίνουν χρώμα στη ζωή μου, για όλες εκείνες τις ατέρμονες φιλοσοφικές συζητήσεις και αναζητήσεις. Η διαφορετική τους ματιά υπήρξε συχνά κινητήρια δύναμη, που με ώθησε να εξετάσω ζητήματα από διαφορετικές προοπτικές και να αναθεωρήσω παγιωμένες απόψεις, ακόμα και στην ερευνητική μου εργασία.

Το μεγαλύτερο ευχαριστώ το οφείλω αναμφίβολα στην οικογένεια μου για την άνευ όρων υποστήριξη της σε κάθε μου προσπάθεια, συμπεριλαμβανομένης της παρούσης. Αποτέλεσε και αποτελεί για μένα το σύστημα αναφοράς βάσει του οποίου ορίζω τον εαυτό μου, τα θεμέλια στο οικοδόμημα της ζωής μου.

Τέλος, με ιδιαίτερο σεβασμό και αγάπη, θα ήθελα να αφιερώσω το παρόν πόνημα

στη μεγάλη οικογένεια που δημιούργησαν η Ρεγγώ κι ο Πεταλόκωστας, σε καιρούς πραγματικά χαλεπούς και δύσκολους. Σ' αυτή τη μεγάλη οικογένεια που τη ζω να αυξάνεται και να πληθύνεται.

Η παρούσα διδακτορική διατριβή υποστηρίχθηκε οικονομικά από τον Ειδικό Λογαριασμό Κονδυλίων Έρευνας του ΕΜΠ μέσω υποτροφίας για το χρονικό διάστημα 03/2009 – 10/2011 καθώς και από τη Συγκλητική Επιτροπή Βασικής Έρευνας του ΕΜΠ μέσω του έργου “Μελέτη, Ανάπτυξη και Προσομοίωση Αλγορίθμων Διαχείρισης Ασυρμάτων Πόρων για Πολυκυφελωτά Δίκτυα OFDMA με έμφαση στα Δίκτυα WiMAX” στο πλαίσιο του Προγράμματος Ενίσχυσης Βασικής Έρευνας 2009 για το χρονικό διάστημα 12/2009 – 11/2011.

Περιεχόμενα

Περίληψη	5
Abstract	7
Ευχαριστίες	9
Περιεχόμενα	11
Σχήματα	15
Πίνακες	19
Αλγόριθμοι	21
Συνομογραφίες	23
1 Φυσικό στρώμα OFDM	27
1.1 Σήμα OFDM	27
1.1.1 Ο διακριτός μετασχηματισμός Fourier	27
1.1.2 Κυκλικό πρόθεμα	28
1.2 Πομπός και δέκτης OFDM	30
1.2.1 Κωδικοποίηση καναλιού και διεμπλοκή	30
1.2.2 Αντιστοίχιση συμβόλου - Διαμόρφωση	31
1.2.3 OFDM διαμόρφωση	32
2 Διαχείριση ασυρμάτων πόρων για δίκτυα OFDMA	37
2.1 Καθορισμός του προβλήματος	39
2.2 Σύντομη επισκόπηση της βιβλιογραφίας	43
2.3 Πλαίσιο διαχείρισης ασυρμάτων πόρων	44
2.3.1 Διαδικασία επιλογής σταθμού βάσης	45
2.3.2 Διαδικασία εκχώρησης φερόντων	47
2.3.3 Διαδικασία καθορισμού διαμόρφωσης και ελέγχου ισχύος	50

2.4	Αλγόριθμοι κατανομής φερόντων	54
2.4.1	Σειριακή κατανομή	54
2.4.2	Συντεταγμένη κατανομή	55
2.4.3	Τυχαία κατανομή	55
2.4.4	Τυχαία-συντεταγμένη κατανομή - Διάσπαση κυψελών	55
2.4.5	Προσαρμοστική κατανομή	56
2.4.6	Βέλτιστη κατανομή	58
2.5	Προσομοίωση δικτύου OFDMA	59
2.5.1	Αλγόριθμοι εκχώρησης φερόντων χωρίς CSI	60
2.5.2	OFDMA τεχνικές για καθολική επαναχρησιμοποίηση συχνότητας	68
2.5.3	Συμπεράσματα	74
3	Παιγνιοθεωρητική προσέγγιση	77
3.1	Εισαγωγή στη θεωρία παιγνίων	77
3.1.1	Παίγνια σε στρατηγική μορφή	78
3.1.2	Nash ισορροπία	79
3.1.3	Μεικτές στρατηγικές	81
3.1.4	Θεωρία παιγνίων και τηλεπικοινωνίες	83
3.2	Συνδυαστικές δημοπρασίες	84
3.2.1	Διαμόρφωση του προβλήματος	84
3.2.2	Πλειοδότες μοναδικής προτίμησης	85
3.3	Αλγόριθμος κατανομής φερόντων βασισμένος σε συνδυαστικές δημοπρασίες	87
3.3.1	Σύντομη επισκόπηση συναφούς βιβλιογραφίας	87
3.3.2	Αλγόριθμος συνδυαστικών δημοπρασιών	89
3.3.3	Δύο χρήστες - Δύο φέροντα - Μία κυψέλη	96
3.3.4	Αποτελέσματα προσομοίωσης	98
3.3.5	Συμπεράσματα	113
3.4	Κατανεμημένος έλεγχος ισχύος βασισμένος σε μη συνεργατικά παίγνια	114
3.4.1	Σύντομη επισκόπηση της συναφούς βιβλιογραφίας	114
3.4.2	Μη συνεργατικό παίγνιο ελέγχου ισχύος	116
3.4.3	Δύο χρήστες - Ένα φέρον - Δύο κυψέλες	120
3.4.4	Κατανεμημένος αλγόριθμος καθορισμού διαμόρφωσης και ελέγχου ισχύος	123
3.4.5	Αποτελέσματα προσομοίωσης	127
3.4.6	Συμπεράσματα	140

4 Διαχείριση ασυρμάτων πόρων για δίκτυα WiMAX	143
4.1 Εισαγωγή στο WiMAX	143
4.1.1 Δομή του OFDM συμβόλου και ορισμός υποκαναλιών	144
4.1.2 Δομή του πλαισίου WiMAX	148
4.2 Κλασματική επαναχρησιμοποίηση συχνότητας	150
4.2.1 Δομή του δικτύου WiMAX	152
4.2.2 Διαδικασίες εκχώρησης πόρων - Το πρόβλημα της κλασματικής επαναχρησιμοποίησης συχνότητας	155
4.2.3 Διαδικασία προσομοίωσης	163
4.2.4 Αποτελέσματα προσομοίωσης	164
4.2.5 Συγκριτική ανάλυση ανάμεσα σε Partial και Full Usage of Subchannels	171
4.2.6 Συμπεράσματα	172
5 Σύνοψη και συμπεράσματα - Προτάσεις μελλοντικής έρευνας	175
5.1 Σύνοψη και συμπεράσματα	175
5.2 Προτάσεις μελλοντικής έρευνας	177
Βιβλιογραφία	179
A Δημοσιεύσεις	195
Δημοσιεύσεις σε διεθνή επιστημονικά περιοδικά	195
Δημοσιεύσεις στα πρακτικά διεθνών επιστημονικών συνεδριών	195
Αναφορές από τρίτους	196

Σχήματα

1.1	Κυκλικό πρόθεμα	29
1.2	Εξάλειψη της διασυμβολικής παρεμβολής από το κυκλικό πρόθεμα	30
1.3	Μπλοκ διάγραμμα πομποδέκτη OFDM	30
1.4	Αστερισμός διαμόρφωσης για 4-QAM, 16-QAM, 64-QAM	32
1.5	OFDM σήμα (3 φέροντα)	34
1.6	Εξάρτηση του επιπέδου διαμόρφωσης από το SNR	36
2.1	Διδιάστατο πλέγμα πόρων του OFDM	37
2.2	Αθροιστική συνάρτηση κατανομής του ρυθμού δεδομένων της κεντρικής κυψέλης	62
2.3	Αθροιστική συνάρτηση κατανομής της απαιτούμενης ισχύος της κεντρικής κυψέλης	63
2.4	Αθροιστική συνάρτηση κατανομής του ρυθμού δεδομένων του δικτύου	63
2.5	Αθροιστική συνάρτηση κατανομής της απαιτούμενης ισχύος του δικτύου	64
2.6	Πλήθος χρηστών ανά κλάση υπηρεσίας	64
2.7	Πλήθος χρηστών προς κλάσεις υπηρεσίας (kbps) : Χρήστες και υπηρεσίες για την εσωτερική και εξωτερική περιοχή	66
2.8	Επαναχρησιμοποίηση φερόντων	67
2.9	Συντελεστής φόρτισης (%) κεντρικής κυψέλης προς πιθανότητα αποκλεισμού (%)	70
2.10	Ρυθμός δεδομένων κάτω ζεύξης (Mbps) κεντρικής κυψέλης προς πιθανότητα αποκλεισμού (%)	71
3.1	Αθροιστική συνάρτηση κατανομής της συνολικά απαιτούμενης ισχύος	97
3.2	Κανονικοποιημένο κέρδος καναλιού τριών χρηστών	100
3.3	Προσφερόμενος ρυθμός bit προς αιτούμενο ρυθμό bit	103
3.4	Απαιτούμενη ισχύς προς προσφερόμενο ρυθμό bit	107
3.5	Συντελεστής φόρτισης προς προσφερόμενο ρυθμό bit	109
3.6	Μέσο επίπεδο διαμόρφωσης προς προσφερόμενο ρυθμό bit	109

3.7	Μέση απόσταση εξυπηρετούμενων χρηστών προς προσφερόμενο ρυθμό bit	111
3.8	Επιβάρυνση λόγω ανάδρασης στη ζεύξη ανόδου προς προσφερόμενο ρυθμό bit	112
3.9	Πλήθος δημοπρασιών προς προσφερόμενο ρυθμό bit	113
3.10	(a) Ανέφικτη λύση και για τους δύο αλγόριθμους, (b) Εφικτή λύση για τον κεντρικό αλγόριθμο αλλά ανέφικτη για τον κατανομημένο, (c) Εφικτή λύση και για τους δύο αλγόριθμους	122
3.11	Αθροιστική συνάρτηση κατανομής της συνολικά εκπεμπόμενης ισχύος στην ισορροπία	123
3.12	Αθροιστική συνάρτηση κατανομής του πλήθους των επαναλήψεων που απαιτούνται για σύγκλιση	124
3.13	Προσφερόμενος ρυθμός bit προς αιτούμενο ρυθμό bit	130
3.14	Απαιτούμενη ισχύς προς προσφερόμενο ρυθμό bit	132
3.15	Συντελεστής φόρτισης προς προσφερόμενο ρυθμό bit	133
3.16	Μέσο επίπεδο διαμόρφωσης προς προσφερόμενο ρυθμό bit	134
3.17	Μέση απόσταση εξυπηρετούμενων χρηστών προς προσφερόμενο ρυθμό bit	135
3.18	Επιβάρυνση λόγω ανάδρασης στη ζεύξη ανόδου προς προσφερόμενο ρυθμό bit	137
3.19	Πλήθος δημοπρασιών προς προσφερόμενο ρυθμό bit	138
3.20	Επαναλήψεις σύγκλισης ελέγχου ισχύος προς προσφερόμενο ρυθμό bit	140
4.1	Χωρισμός του διαθέσιμου εύρους ζώνης στις διαφορετικές κατηγορίες φερόντων του WiMAX	145
4.2	FUSC μέθοδος μετάθεσης	146
4.3	PUSC μέθοδος μετάθεσης	146
4.4	AMC μέθοδος μετάθεσης	147
4.5	Δομή πλαισίου WiMAX	149
4.6	Πολλαπλές ζώνες μετάθεσης	150
4.7	Κλασματική επαναχρησιμοποίηση συχνότητας	151
4.8	Δομή του DL υποπλαισίου για κάθε τομέα	153
4.9	Τεχνική wraparound για την εξάλειψη του edge effect	156
4.10	Απεικόνιση της προσέγγισης με βάση την απόσταση	160
4.11	Απεικόνιση της προσέγγισης με βάση το SINR	161
4.12	Λόγος αποκλεισμού προς συντελεστή κλασματικής επαναχρησιμοποίησης συχνότητας	165
4.13	Λόγος διακοπής προς συντελεστή κλασματικής επαναχρησιμοποίησης συχνότητας	166

4.14	Λόγος απόρριψης λόγω έλλειψης πόρων προς συντελεστή κλασματικής επαναχρησιμοποίησης συχνότητας	167
4.15	Συντελεστής φόρτισης προς συντελεστή κλασματικής επαναχρησιμοποίησης συχνότητας	168
4.16	Αιτούμενος ρυθμός bit προς συντελεστή κλασματικής επαναχρησιμοποίησης συχνότητας	169
4.17	Προσφερόμενος ρυθμός bit προς συντελεστή κλασματικής επαναχρησιμοποίησης συχνότητας	170
4.18	Προσφερόμενος ρυθμός bit προς συντελεστή κλασματικής επαναχρησιμοποίησης συχνότητας	172

Πίνακες

2.1	Παράμετροι προσομοιούμενου δικτύου OFDMA	61
2.2	Μέσος συντελεστής επαναχρησιμοποίησης	68
2.3	Παράμετροι προσομοιούμενου δικτύου OFDMA	69
2.4	Ρυθμός δεδομένων κεντρικής κυψέλης (Mbps)	73
2.5	Μέση απόσταση (km) ανάμεσα στο BS της κεντρικής κυψέλης και στους χρήστες που εξυπηρετεί	75
3.1	Το παιχνίδι πέτρα-ψαλίδι-χαρτί	79
3.2	Το δίλημμα του φυλακισμένου	80
3.3	Το παιχνίδι πέτρα-ψαλίδι-χαρτί με σημειωμένες τις βέλτιστες αποκρίσεις	82
3.4	Αλγόριθμοι κατανομής φερόντων για το απλό παράδειγμα των δύο χρηστών - δύο φερόντων	97
3.5	Παράμετροι προσομοιούμενου δικτύου OFDMA	99
3.6	Μέγιστος εξασφαλισμένος αιτούμενος ρυθμός bit	104
4.1	SINR κατώφλια για διαφορετικά MCSs	155
4.2	Παράμετροι μοντέλου διάδοσης, εξοπλισμού BS και SS	157
4.3	SINR κατώφλια για διαφορετικά MCSs	171

Αλγόριθμοι

2.1	Καθορισμός πλήθους φερόντων για προσαρμοστική διαμόρφωση με γνώση του CSI	49
2.2	Διαδικασία καθορισμού διαμόρφωσης και ελέγχου ισχύος για μοναδική διαμόρφωση	51
2.3	Διαδικασία καθορισμού διαμόρφωσης και ελέγχου ισχύος για προσαρμοστική διαμόρφωση	53
2.4	Αλγόριθμος σειριακής κατανομής φερόντων	54
2.5	Αλγόριθμος συντεταγμένης κατανομής φερόντων	55
2.6	Αλγόριθμος τυχαίας κατανομής φερόντων	56
2.7	Αλγόριθμος τυχαίας-συντεταγμένης κατανομής φερόντων	57
2.8	Αλγόριθμος προσαρμοστικής κατανομής φερόντων	58
3.1	Αλγόριθμος συνδυαστικών δημοπρασιών κατανομής φερόντων	91
3.2	Κατανεμημένος αλγόριθμος καθορισμού διαμόρφωσης και ελέγχου ισχύος για προσαρμοστική διαμόρφωση	128
4.1	Προσέγγιση βασισμένη στην απόσταση (DBA)	160
4.2	Προσέγγιση βασισμένη στο SINR (SBA)	161
4.3	Προσέγγιση εξισορρόπησης φορτίου (LBA)	162

Συντομογραφίες

3GPP	3rd Generation Partnership Project
AMC	Adaptive Modulation and Coding
AWGN	Additive White Gaussian Noise
BER	Bit Error Rate
BS	Base Station
CAC	Call Admission Control
CDF	Cumulative Distribution Function
CDMA	Code Division Multiple Access
CP	Cyclic Prefix
CQICH	Channel Quality Information CHannel
CSI	Channel State Information
CTC	Convolutional Turbo Coding
D2A	Digital to Analog converter
DBA	Distance-Based Approach
DFT	Discrete Fourier Transform
DL	DownLink
DMT	Discreet MultiTone
DSL	Digital Subscriber Line
E-UTRA	Evolved UMTS Terrestrial Radio Access

ETSI	European Telecommunications Standards Institute
FCH	Frame Control Header
FDD	Frequency Division Duplexing
FDMA	Frequency Division Multiple Access
FFRF	Fractional Frequency Reuse Factor
FFT	Fast Fourier Transform
FIR	Finite Impulse Response
FRF	Frequency Reuse Factor
FUSC	Full Usage of SubChannels
GPRS	General Packet Radio Service
IDFT	Inverse Discrete Fourier Transform
IEEE	Institute of Electrical and Electronics Engineers
IF	Intermediate Frequency
IFFT	Inverse Fast Fourier Transform
IMT	International Mobile Telecommunications
ISI	Inter-Symbol Interference
ITU	International Telecommunication Union
LBA	Load-Balancing Approach
LDPC	Low Density Parity Check
LTE	Long Term Evolution
MA	Multiple Access
MCS	Modulation and Coding Scheme
MIC	Mean Instantaneous Capacity
ML	Maximum Likelihood

NP	Nondeterministic Polynomial time
OFDM	Orthogonal Frequency Division Multiplexing
OFDMA	Orthogonal Frequency Division Multiple Access
P2S	Parallel to Serial converter
PC	Power Control
PUSC	Partial Usage of SubChannels
QAM	Quadrature Amplitude Modulation
QoS	Quality of Service
QPSK	Quadrature Phase Shift Keying
RF	Radio Frequency
RRM	Radio Resource Management
RTG	Receive/transmit Transition Gap
S2P	Serial to Parallel converter
SBA	SINR-Based Approach
SER	Symbol Error Rate
SINR	Signal to Interference plus Noise Ratio
SNR	Signal to Noise Ratio
SS	Subscriber Station
TDD	Time Division Duplexing
TDMA	Time Division Multiple Access
TTG	Transmit/receive Transition Gap
UL	UpLink
ULOH	UpLink OverHead
WiMAX	Worldwide Interoperability for Microwave Access

Κεφάλαιο 1

Φυσικό στρώμα OFDM

1.1 Σήμα OFDM

Η τεχνική πολυπλεξίας ορθογωνικής διαίρεσης συχνότητας (Orthogonal Frequency Division Multiplexing - OFDM) κατατάσσεται στην ευρύτερη κατηγορία των πολυκαναλικών τεχνικών διαμόρφωσης. Παρά το γεγονός ότι οι τεχνικές πολυκαναλικής διαμόρφωσης είχαν ήδη προταθεί από τη δεκαετία του 1950 [1], η υλοποίηση και πρακτική εφαρμογή τους καθίστατο αδύνατη καθώς απαιτούνταν διαφορετικοί διαμορφωτές και αποδιαμορφωτές για κάθε ένα κανάλι. Η εφαρμογή της OFDM σε τηλεπικοινωνιακά συστήματα κατέστη δυνατή με την επινόηση και την υλοποίηση στις αρχές της δεκαετίας του 1970 απλών και ταχέων αλγορίθμων για τον υπολογισμό του Ορθού και Αντίστροφου Διακριτού Μετασχηματισμού Fourier ((Inverse) Discrete Fourier Transform - (I)DFT). Οι DFT και IDFT υλοποιούνται συνήθως σε υλικό με χρήση του Ορθού και Αντίστροφου Ταχέως Μετασχηματισμού Fourier ((Inverse) Fast Fourier Transform - (I)FFT) [2].

1.1.1 Ο διακριτός μετασχηματισμός Fourier

Έστω $x[n]$, $0 \leq n \leq N - 1$ μια διακριτή χρονική ακολουθία, που έχει προέλθει δειγματοληπτώντας ένα σήμα συνεχούς χρόνου $x(t)$. Ο DFT N -σημείων της ακολουθίας $x[n]$ ορίζεται ως

$$\mathcal{F}\{x[n]\} = X[i] = \frac{1}{\sqrt{N}} \sum_{n=0}^{N-1} x[n] e^{-j \frac{2\pi ni}{N}}, 0 \leq i \leq N - 1 \quad (1.1)$$

Η ακολουθία $X[i]$ χαρακτηρίζει το φασματικό περιεχόμενο των χρονικών δειγμάτων $x[n]$.

Δεδομένης της $X[i]$, η $x[n]$ μπορεί να ανακτηθεί μέσω του IDFT ως εξής:

$$\mathcal{F}^{-1}\{X[i]\} = x[n] = \frac{1}{\sqrt{N}} \sum_{i=0}^{N-1} X[i] e^{j \frac{2\pi n i}{N}}, 0 \leq n \leq N-1 \quad (1.2)$$

Όταν το (διακριτό) σήμα $x[n]$ αποστέλλεται μέσω ενός γραμμικού, χρονικά αμετάβλητου καναλιού διακριτού χρόνου $h[n]$, η έξοδος $\check{y}[n]$ προκύπτει ως η συνέλιξη της εισόδου και της κρουστικής απόκρισης του καναλιού ως

$$\check{y}[n] = h[n] * x[n] = x[n] * h[n] = \sum_k h[k] x[n-k] \quad (1.3)$$

Η κυκλική συνέλιξη N -σημείων των $x[n]$ και $h[n]$ ορίζεται ως,

$$y[n] = h[n] \otimes x[n] = x[n] \otimes h[n] = \sum_k h[k] x[n-k]_N \quad (1.4)$$

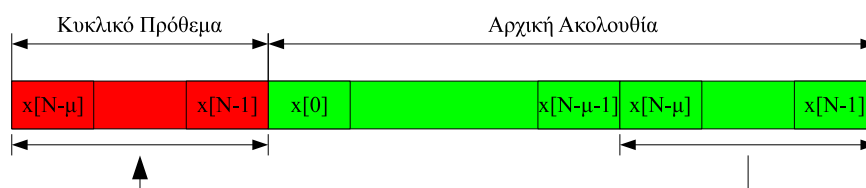
όπου $[n-k]_N = [n-k] \bmod N$. Έτσι, το σήμα $x[n-k]_N$ είναι η περιοδική επέκταση του σήματος $x[n-k]$ με περίοδο N . Από την (1.4), προκύπτει ότι και το $y[n]$ είναι περιοδικό με περίοδο N . Από τον ορισμό του DFT, η κυκλική συνέλιξη στο πεδίο του χρόνου οδηγεί σε πολλαπλασιασμό στο πεδίο της συχνότητας:

$$\mathcal{F}\{y[n]\} = \mathcal{F}\{h[n] \otimes x[n]\} = H[i]X[i], 0 \leq i \leq N-1 \quad (1.5)$$

Από την (1.5), προκύπτει ότι αν η είσοδος και το κανάλι συνελίσσονται κυκλικά και το κανάλι είναι γνωστό στο δέκτη, τότε η είσοδος μπορεί να ανακτηθεί λαμβάνοντας τον IDFT του $Y[i]/H[i]$, $0 \leq i \leq N-1$. Προς αυτή την κατεύθυνση, η γραμμική συνέλιξη εισόδου-καναλιού (1.3) μπορεί να μετατραπεί σε κυκλική προσθέτοντας στο σήμα εισόδου ένα ειδικό πρόθεμα, το κυκλικό πρόθεμα (Cyclic Prefix - CP), το οποίο και περιγράφεται στη συνέχεια.

1.1.2 Κυκλικό πρόθεμα

Θεωρούμε την ακολουθία εισόδου $x[n] = x[0], \dots, x[N-1]$ μήκους N και ένα κανάλι διακριτού χρόνου με πεπερασμένη κρουστική απόκριση (Finite Impulse Response - FIR) $h[n] = h[0], \dots, h[\mu]$, μήκους $\mu+1 = T_m/T_s$, όπου T_m η διασπορά καθυστέρησης του καναλιού και T_s ο χρόνος δειγματοληψίας της ακολουθίας εισόδου. Το κυκλικό πρόθεμα της $x[n]$ ορίζεται ως $\{x[N-\mu], \dots, x[N-1]\}$ και περιλαμβάνει τα μ τελευταία δείγματα της ακολουθίας $x[n]$. Προκύπτει έτσι μια νέα ακολουθία $\tilde{x}[n]$, $-\mu \leq n \leq N-1$, μήκους $N+\mu$, όπου $\tilde{x}[-\mu], \dots, \tilde{x}[N-1] = x[N-\mu], \dots, x[N-1]$, $x[0], \dots, x[N-1]$ (Σχ. 1.1). Σύμφωνα με τον παραπάνω ορισμό της ακολουθίας $\tilde{x}[n]$, προκύπτει ότι $\tilde{x}[n] = x[n]_N$, $-\mu \leq n \leq N-1$ και κατά συνέπεια $\tilde{x}[n-k] = x[n-k]_N$, $-\mu \leq n-k \leq N-1$.



Σχήμα 1.1: Κυκλικό πρόθεμα

Έστω ότι η ακολουθία $\tilde{x}[n]$ αποστέλλεται μέσω του καναλιού $h[n]$. Η έξοδος του καναλιού $y[n], 0 \leq n \leq N - 1$ θα είναι:

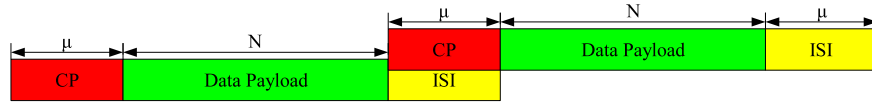
$$\begin{aligned}
 y[n] &= \tilde{x}[n] * h[n] \\
 &= \sum_{k=0}^{\mu} h[k] \tilde{x}[n - k] \\
 &= \sum_{k=0}^{\mu} h[k] x[n - k]_N \\
 &= x[n] \otimes h[n]
 \end{aligned} \tag{1.6}$$

Παρατηρούμε έτσι ότι με την εισαγωγή του κυκλικού προθέματος επιτυγχάνεται η μετατροπή της γραμμικής συνέλιξης του (αρχικού) σήματος εισόδου με το κανάλι σε κυκλική συνέλιξη. Επομένως, αν θεωρήσουμε ότι η κρουστική απόκριση του καναλιού είναι γνωστή στο δέκτη, το αρχικό σήμα $x[n]$ μπορεί να ανακτηθεί ως εξής:

$$x[n] = \mathcal{F}^{-1} \left\{ \frac{Y[i]}{H[i]} \right\} = \mathcal{F}^{-1} \left\{ \frac{\mathcal{F}\{y[n]\}}{\mathcal{F}\{h[n]\}} \right\} \tag{1.7}$$

Απόρροια της χρήσης του κυκλικού προθέματος είναι η εξάλειψη της διασυμβολικής παρεμβολής (Inter-Symbol Interference - ISI). Αν υποθέσουμε ότι μια ροή πληροφορίας $x[n]$ είναι χωρισμένη σε μπλοκ δεδομένων μήκους N , σε καθένα από τα οποία προστίθεται κυκλικό πρόθεμα μήκους μ και τελικώς εκπέμπεται η ακολουθία $\tilde{x}[n]$, τότε, τα πρώτα μ δείγματα της λαμβανόμενης ακολουθίας $y[n] = h[n] * \tilde{x}[n]$ σε ένα δεδομένο μπλοκ δεδομένων υφίστανται ISI από τα τελευταία μ δείγματα του προηγούμενου μπλοκ (βλ. Σχ. 1.2). Όμως, από την (1.6) προκύπτει ότι ενώ η λαμβανόμενη ακολουθία $y[n], -\mu \leq n \leq N - 1$ έχει μήκος $N + \mu$, τα δείγματα $y[-\mu], \dots, y[-1]$ δεν είναι απαραίτητα για την ανάκτηση της αρχικής ακολουθίας $x[n], 0 \leq n \leq N - 1$, εξαιτίας του πλεονασμού που εισάγει το κυκλικό πρόθεμα.

Παρά τα πλεονεκτήματα που προκύπτουν από την εισαγωγή του κυκλικού προ-

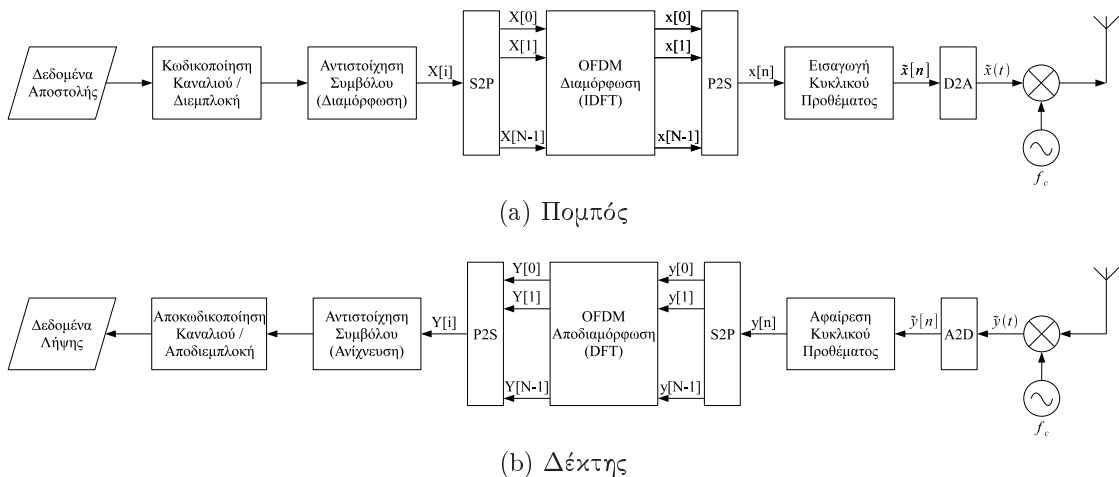


Σχήμα 1.2: Εξάλειψη της διασυμβολικής παρεμβολής από το κυκλικό πρόθεμα

θήματος, ο πλεονασμός που προκύπτει οδηγεί σε μείωση του πραγματικού ρυθμού δεδομένων κατά $\frac{\mu}{N+\mu}$, συνεπώς ένα μέρος της διαθέσιμης ισχύος σπαταλιέται για την εκπομπή του κυκλικού προθέματος [3].

1.2 Πομπός και δέκτης OFDM

Η παραπάνω ανάλυση περιγράφει τον πυρήνα ενός πομποδέκτη OFDM. Στο σχήμα που ακολουθεί δίνεται ένα πλήρες μπλοκ διάγραμμα για ένα πομπό (1.3a) και ένα δέκτη OFDM (1.3b). Αξίζει να σημειωθεί ότι ο OFDM (απο-)διαμορφωτής πλαισιώνεται από ένα σύνολο στοιχείων που επιτελούν διαφορετικές λειτουργίες [4].



Σχήμα 1.3: Μπλοκ διάγραμμα πομποδέκτη OFDM

1.2.1 Κωδικοποίηση καναλιού και διεμπλοκή

Η διαδικασία της κωδικοποίησης καναλιού καθιστά δυνατό τον εντοπισμό (μέρους) των εσφαλμένων bits, σφάλματα που προκαλούνται κατά τη μετάδοση του σήματος στο ασύρματο μέσο, ακόμα και τη διόρθωση (μέρους) των σφαλμάτων αυτών. Για πολλούς κώδικες, η δυνατότητα διόρθωσης λαθών παρέχεται με κάποιο αντίτιμο. Το αντίτιμο αυτό είναι η αυξημένη πολυπλοκότητα και ο μειωμένος ρυθμός δεδομένων είτε το αυξημένο εύρος ζώνης του σήματος. Αν υποθέσουμε ότι

ένας κώδικας αντιστοιχίζει k μη κωδικοποιημένα bits σε μια κωδικολέξη μήκους n κωδικοποιημένων bits ($n > k$), τότε οδηγούμαστε σε μείωση του ρυθμού δεδομένων κατά k/n . Στην περίπτωση αυτή, ο ρυθμός δεδομένων μπορεί να διατηρηθεί σταθερός με μείωση της χρονικής διάρκειας bit κατά k/n , οδηγώντας όμως έτσι εξάπλωση του εύρους ζώνης του σήματος κατά n/k [3].

Ενδεικτικά σημειώνεται εδώ ότι διακρίνονται δύο μεγάλες κατηγορίες κωδικών, οι γραμμικοί και οι συνελεκτικοί κώδικες [5]. Ιδιαίτερο ενδιαφέρον έλκουν τις τελευταίες δύο δεκαετίες οι turbo κώδικες [6] καθώς και οι κώδικες χαμηλής πυκνότητας ελέγχου ισοτιμίας (Low Density Parity Check - LDPC) [7].

Οι κώδικες που σχεδιάζονται για κανάλια λευκού προσθετικού θορύβου (Additive White Gaussian Noise - AWGN) δεν εμφανίζουν αντίστοιχα βελτίωση επίδοσης σε κανάλια διαλείψεων καθώς δε μπορούν να ανταπεξέλθουν σε μεγάλες ριπές σφαλμάτων, απόρροια βαθέων διαλείψεων. Για το λόγο αυτό, οι κώδικες που προορίζονται για κανάλια διαλείψεων βασίζονται σε κώδικες AWGN καναλιών και συνδυάζονται με διαδικασίες διεμπλοκής, ώστε να αντιμετωπίζεται το μεγάλος μήκος των ριπών σφαλμάτων.

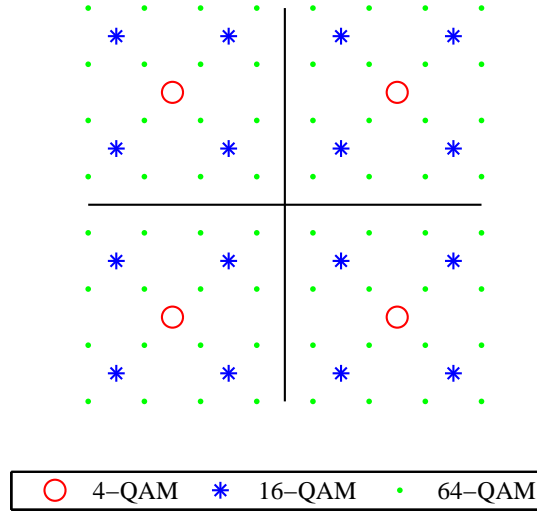
Με τη διαδικασία της διεμπλοκής, τα bits των κωδικολέξεων αναδιατάσσονται ώστε να αποφευχθεί η σειριακή τους μετάδοση. Καθ' αυτό τον τρόπο επιδιώκεται η διασπορά των λαθών σε διαφορετικές κωδικολέξεις ώστε μια βαθιά διάλειψη να μην προκαλέσει συνεχόμενα εσφαλμένα bits σε μία κωδικολέξη αλλά τα σφάλματα αυτά να κατανεμηθούν σε κατά το δυνατόν μεγαλύτερο πλήθος κωδικολέξεων. Η επιδίωξη αυτή για διασπορά των σφαλμάτων οφείλεται στη βασική ιδιότητα των κωδικών ότι μπορούν να ανιχνεύσουν πεπερασμένο πλήθος σφαλμάτων και να διορθώσουν ένα μέρος των σφαλμάτων αυτών.

1.2.2 Αντιστοίχιση συμβόλου - Διαμόρφωση

Κατόπιν των διαδικασιών της κωδικοποίησης και διεμπλοκής, έχει σχηματιστεί η τελική ακολουθία bits που θα πρέπει να αποσταλεί. Δεδομένου ότι στις σύγχρονες τηλεπικοινωνίες η μετάδοση δεν πραγματοποιείται με βάση τα bits αλλά με βάση τα σύμβολα, η ακολουθία των bits θα πρέπει να απεικονιστεί σε μία ακολουθία συμβόλων με βάση τον αστερισμό της διαμόρφωσης που θα επιλεγεί. Η τετραγωνική διαμόρφωση πλάτους (Quadrature Amplitude Modulation - QAM) τάξης M (M -QAM) αποτελεί ένα από τα πλέον διαδεδομένα σχήματα διαμόρφωσης στις σύγχρονες ψηφιακές επικοινωνίες. Κάθε σύμβολο διαμορφωμένο κατά M -QAM αντιστοιχεί σε $\log_2 M$ bits και για το λόγο αυτό λέγεται ότι μια M -QAM διαμόρφωση έχει απόδοση $\log_2 M$ bits/symbol.

Στο Σχ. 1.4 εικονίζονται οι αστερισμοί διαμόρφωσης για τα σχήματα 4-QAM (καλείται και Quadrature Phase Shift Keying - QPSK) (2 bits/symbol), 16-QAM (4 bits/symbol) και 64-QAM (6 bits/symbol).

Με την ολοκλήρωση της διαδικασίας της διαμόρφωσης, η ακολουθία των bits έχει



Σχήμα 1.4: Αστερισμός διαμόρφωσης για 4-QAM, 16-QAM, 64-QAM

μετατραπεί στην ακολουθία συμβόλων $X[i], 0 \leq i \leq N - 1$ που θα μεταδοθεί στο ασύρματο κανάλι επικοινωνίας. Με ένα μετατροπέα σειριακού σε παράλληλο (Serial to Parallel converter - S2P), η ακολουθία αυτή τροφοδοτεί τον OFDM διαμορφωτή.

1.2.3 OFDM διαμόρφωση

Η λειτουργία του OFDM διαμορφωτή είναι να εκτελεί έναν αλγόριθμο IDFT (συνηθέστερα IFFT) N -σημείων ώστε να μεταφέρει το σήμα από το πεδίο της συχνότητας στο πεδίο του χρόνου. Αν η ακολουθία συμβόλων $X[i], 0 \leq i \leq N - 1$ υποστεί IDFT, τότε, σύμφωνα με την (1.2), προκύπτει η ακολουθία (χρονικών) δειγμάτων $x[n], 0 \leq n \leq N - 1$ του σήματος. Τα N αυτά δείγματα διατάσσονται σειριακά, χρήση ενός μετατροπέα παράλληλου σε σειριακό (Parallel to Serial converter - P2S).

Μέσα από τον IDFT, κάθε σύμβολο της ακολουθίας $X[i]$ αντιστοιχίζεται σε ένα OFDM φέρον (subcarrier). Το κύριο χαρακτηριστικό της OFDM διαμόρφωσης, στο οποίο μάλιστα οφείλει και το όνομά της, είναι το γεγονός ότι οι θέσεις των φερόντων επιλέγονται έτσι ώστε να είναι ορθογώνιες μεταξύ τους, ανεξάρτητες, δηλαδή, με τη μαθηματική έννοια [8].

Από την (1.2), προκύπτει ότι η OFDM διαμόρφωση ισοδυναμεί με διαμόρφωση

με ένα μορφοποιητικό παλμό της μορφής:

$$g_{n,i} = g\left(t_n = n\frac{T_s}{N}, f_i = i\frac{1}{T_s}\right) = e^{j2\pi f_i t_n} = e^{j\frac{2\pi ni}{N}}, 0 \leq n, i \leq N-1 \quad (1.8)$$

όπου T_s η χρονική διάρκεια του OFDM συμβόλου. Επομένως, τα OFDM φέροντα εντοπίζονται στις θέσεις $f_i = i\frac{1}{T_s}$. Έτσι, για δύο φέροντα k και m στο συνεχές πεδίο του χρόνου θα έχουμε ότι:

$$\begin{aligned} \frac{1}{T_s} \int_0^{T_s} g(t, f_k) g^*(t, f_m) dt &= \frac{1}{T_s} \int_0^{T_s} e^{j2\pi\frac{k}{T_s}t} e^{-j2\pi\frac{m}{T_s}t} dt \\ &= \frac{1}{T_s} \int_0^{T_s} e^{j2\pi(k-m)\frac{t}{T_s}} dt \\ &= \delta_{k,m} \end{aligned} \quad (1.9)$$

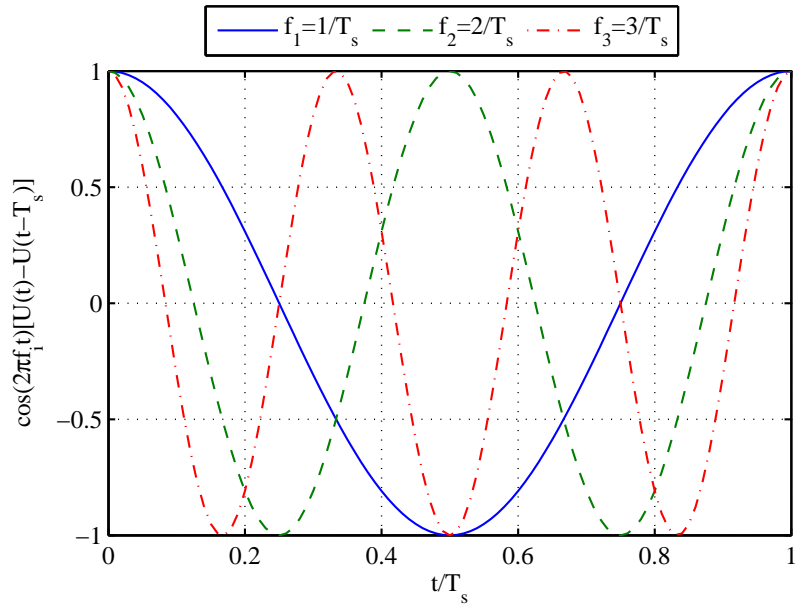
όπου $\delta_{k,m}$ το δέλτα του Kronecker.

Καθ' αυτή την έννοια, όπως αναφέρθηκε παραπάνω, τα φέροντα είναι ορθογώνια μεταξύ τους. Στο Σχ. 1.5 απεικονίζεται η Ι-μπάντα ενός αδιαμόρφωτου OFDM σήματος, το οποίο συγκροτείται από 3 OFDM φέροντα, τόσο στο πεδίο του χρόνου (1.5a) όσο και στο πεδίο της συχνότητας (1.5b). Αξιοσημείωτο είναι το γεγονός ότι, λόγω της ορθογωνιότητας, παρατηρούμε στο Σχ. 1.5b ότι στο σημείο που μεγιστοποιείται το πλάτος ενός φέροντος, όλα τα υπόλοιπα φέροντα μηδενίζονται.

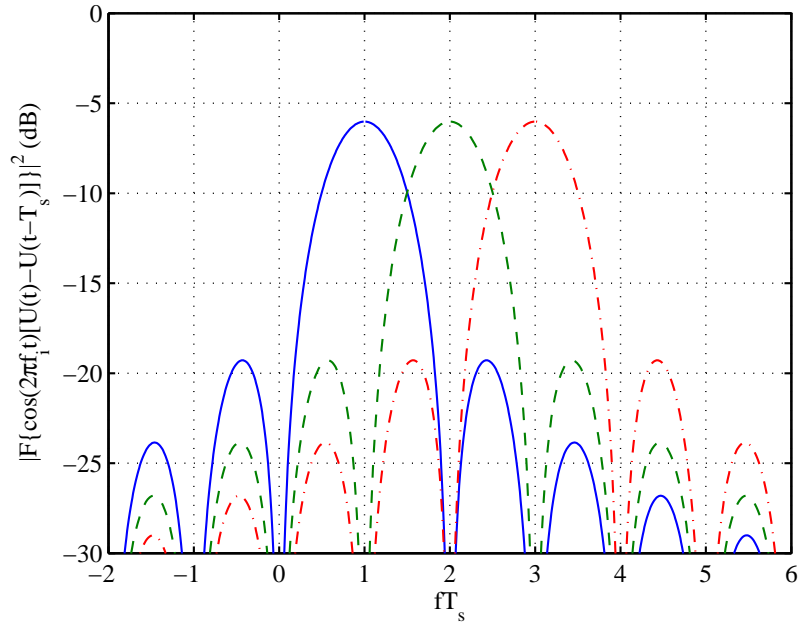
Στη συνέχεια, στην ακολουθία $x[n]$ των N δειγμάτων προστίθεται το κυκλικό πρόθεμα, όπως αναφέρθηκε προηγούμενα, μήκους μ . Προκύπτει έτσι η ακολουθία δειγμάτων $\tilde{x}[n]$, $-\mu \leq n \leq N-1$, μήκους $N + \mu$.

Η ακολουθία $\tilde{x}[n]$ είναι αυτή που θα οδηγηθεί τελικά μέσα από το σύστημα μετάδοσης του πομπού [μετατροπέας ψηφιακού σε αναλογικό (Digital to Analog converter - D2A), βαθμίδα ενδιάμεσης συχνότητας (Intermediate Frequency - IF), βαθμίδα ραδιοσυχνότητας (Radio Frequency - RF), κεραιοσύστημα] στο ασύρματο κανάλι επικοινωνίας.

Στον OFDM δέκτη εκτελούνται αντίστροφες διαδικασίες για την αποδιαμόρφωση του λαμβανόμενου σήματος, όπως φαίνεται στο Σχ. 1.3b. Το κρίσιμότερο ίσως τμήμα στον OFDM δέκτη είναι εκείνο όπου πραγματοποιείται η διαδικασία της ανίχνευσης, λαμβάνεται δηλαδή η απόφαση για το ποιο είναι το σύμβολο που εστάλη από τον πομπό. Αν s_m , $0 \leq m \leq M-1$ είναι οι θέσεις των σημείων στον αστερισμό μιας M-QAM διαμόρφωσης (βλ. Σχ. 1.4), και $Y[i]$ το λαμβανόμενο σύμβολο, τότε ένας δέκτης μέγιστης πιθανοφάνειας (Maximum Likelihood - ML) αποφασίζει ότι ο



(a) Πεδίο χρόνου



(b) Πεδίο συχνότητας

Σχήμα 1.5: OFDM σήμα (3 φέροντα)

πομπός έστειλε το σύμβολο $\hat{X}[i]$:

$$\hat{X}[i] = \arg \min_m \left\{ \frac{Y[i]}{H[i]} - s_m \right\} \quad (1.10)$$

όπου υποτίθεται πλήρης γνώση των συνθηκών του καναλιού.

Καθίσταται λοιπόν σαφές ότι εκτός από τους διάφορους παράγοντες που υποβαθμίζουν την ποιότητα του σήματος (απώλειες, παρεμβολές κλπ), η διαδικασία της αποδιαμόρφωσης εξαρτάται άμεσα από την απόσταση d μεταξύ των συμβόλων του αστερισμού. Σύμφωνα με την εργασία του Cioffi [9], η μέση ενέργεια ενός τετραγωνικού M-QAM αστερισμού (το M είναι δύναμη του 4), θα δίνεται από τη σχέση:

$$\mathcal{E} = \frac{M-1}{6} d^2 \quad (1.11)$$

Αν υποθεθεί ότι το ασύρματο κανάλι επικοινωνίας εισάγει συνολικό κέρδος $|H|$ και ότι το λαμβανόμενο σήμα δεν αντιμετωπίζει διασυμβολική παρεμβολή, πράγμα που ισχύει για μία ζεύξη OFDM σε συγχρονισμό όπως απεδείχθη παραπάνω, η πιθανότητα εσφαλμένου συμβόλου (Symbol Error Rate - SER) P_e μπορεί να προσεγγιστεί ως [5]:

$$P_e \leq 4Q \left(\frac{d|H|}{2\sigma} \right) \quad (1.12)$$

όπου σ^2 είναι η ισχύς του θορύβου ενώ η συνάρτηση $Q(x)$ ορίζεται ως:

$$Q(x) = \frac{1}{\sqrt{2\pi}} \int_x^\infty e^{-\frac{u^2}{2}} du = \frac{1}{2} \left[1 - \operatorname{erf} \left(\frac{x}{\sqrt{2}} \right) \right] \quad (1.13)$$

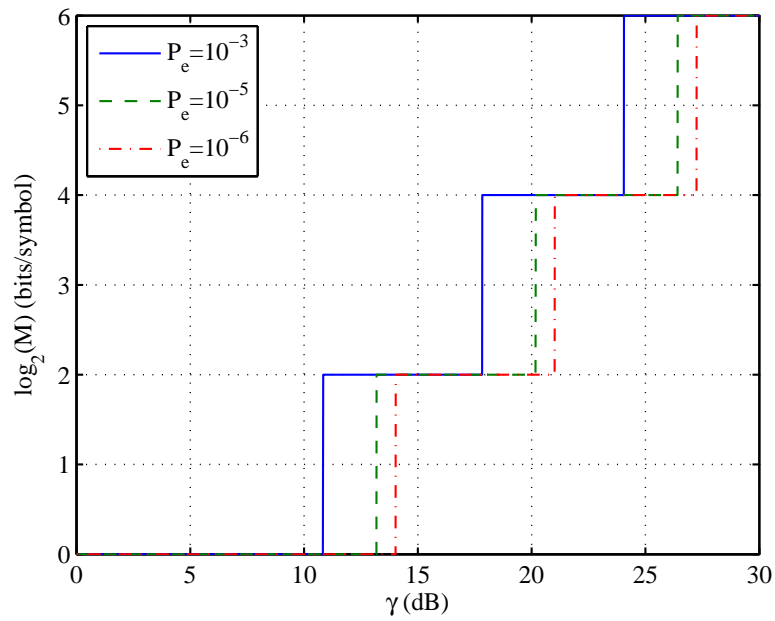
Για δεδομένη απαίτηση στο ρυθμό εσφαλμένων συμβόλων P_e , συνδυάζοντας τις (1.11) και (1.12), προκύπτει για τη μέση ενέργεια του αστερισμού ότι:

$$\frac{\mathcal{E}|H|^2}{2\sigma^2} = (M-1) \frac{1}{3} \left[Q^{-1} \left(\frac{P_e}{4} \right) \right]^2 \quad (1.14)$$

Δεδομένου ότι το αριστερό μέλος της (1.14) αποτελεί έκφραση του λόγου σήματος προς θόρυβο (Signal to Noise Ratio - SNR) $\gamma = \frac{\mathcal{E}|H|^2}{2\sigma^2}$, ορίζουμε ως περιθώριο SNR την ποσότητα $\Gamma = \frac{1}{3} \left[Q^{-1} \left(\frac{P_e}{4} \right) \right]^2$, η οποία εξαρτάται αποκλειστικά από τον επιθυμητό SER. Καταλήγουμε έτσι στην (1.15), όπου βλέπουμε ότι το επίπεδο διαμόρφωσης που θα χρησιμοποιηθεί εξαρτάται από την ποιότητα της ζεύξης (SNR) αλλά και από την αξιοπιστία της ζεύξης (P_e).

$$M = 1 + \frac{\gamma}{\Gamma} \xrightarrow{M=2^{2n}} 2^{2 \lceil \frac{1}{2} \log_2(1 + \frac{\gamma}{\Gamma}) \rceil} \quad (1.15)$$

Στο Σχ. 1.6 απεικονίζεται η εξάρτηση του επιπέδου διαμόρφωσης από το σηματοθορυβικό λόγο για διάφορες τιμές του SER.

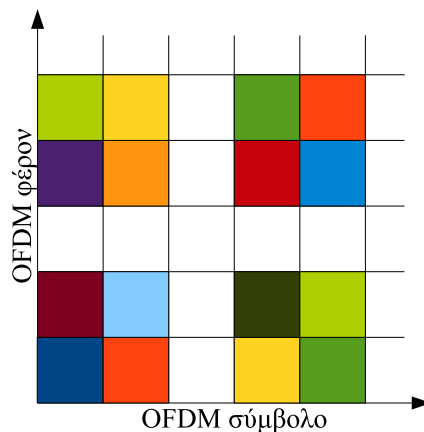


Σχήμα 1.6: Εξάρτηση του επιπέδου διαμόρφωσης από το SNR

Κεφάλαιο 2

Διαχείριση ασυρμάτων πόρων για δίκτυα OFDMA

Σύμφωνα με τα όσα αναφέρθηκαν στο προηγούμενο κεφάλαιο, με την OFDM επιτυγχάνεται ο διαμοιρασμός του φάσματος σε ορθογώνια μεταξύ τους φέροντα στο πεδίο της συχνότητας ενώ στο πεδίο του χρόνου κάθε OFDM σύμβολο περιλαμβάνει τη μετάδοση όλων αυτών των OFDM φερόντων. Η κατάσταση αυτή παριστάνεται στο Σχ. 2.1.



Σχήμα 2.1: Διδιάστατο πλέγμα πόρων του OFDM

Σε ένα σύστημα κινητών τηλεπικοινωνιών, το οποίο καλείται να εξυπηρετήσει ένα σύνολο χρηστών, θα πρέπει να οριστεί η μέθοδος με την οποία οι διάφοροι χρήστες θα έχουν πρόσβαση στους πόρους του συστήματος. Η μέθοδος αυτή καλείται μέθοδος πολλαπλής πρόσβασης (Multiple Access - MA) [10]. Δύο διαφορετικές μέθοδοι MA προβλέπουν τη χρήση της OFDM διαμόρφωσης:

- *OFDM-TDMA* : Η πολλαπλή πρόσβαση των χρηστών επιτυγχάνεται με πολυπλεξία τους αποκλειστικά στο πεδίο του χρόνου. Έτσι, σε κάθε OFDM σύμβολο, ένας μόνον χρήστης εκπέμπει σε όλα τα OFDM φέροντα. Έτσι, η OFDM-TDMA (Time Division Multiple Access) επιδιώκει να αξιοποιήσει την αποδοτικότητα και την ευρωστία που παρουσιάζει η OFDM διαμόρφωση υιοθετώντας όμως ένα TDMA πλαίσιο διαχείρισης ασυρμάτων πόρων, γνωστό και επαρκώς ερευνηθέν από τα συστήματα κινητών επικοινωνιών 2ης και 3ης γενιάς. Έτσι, η μονάδα εκχώρησης για την OFDM-TDMA είναι η χρονοθυρίδα, ο ελάχιστος χρόνος δηλαδή που εκχωρείται σε κάθε χρήστη του μέσου. Η αντιμετώπιση αυτή έχει σαν αποτέλεσμα η διαχείριση ασυρμάτων πόρων να πραγματοποιείται σε έναν άξονα, τον άξονα του χρόνου.
- *OFDMA* : Η OFDMA (Orthogonal Frequency Division Multiple Access) προσιδιάζει στην OFDM-FDMA (Frequency Division Multiple Access), όπου το διαθέσιμο φάσμα χωρίζεται σε τμήματα και κάθε χρήστης έχει αποκλειστική πρόσβαση στο φάσμα αυτό έως ότου απολύσει την κλήση του. Στην OFDMA, όπως προκύπτει και από το Σχ. 2.1, η μικρότερη δυνατή μονάδα εκχώρησης ορίζεται ως ένα OFDM φέρον ανά OFDM σύμβολο. Έτσι, το πρόβλημα της διαχείρισης ασυρμάτων πόρων είναι πλέον διδιάστατο, αφού η μονάδα εκχώρησης εκτείνεται τόσο στον άξονα του χρόνου όσο και στον άξονα της συχνότητας, σε αντίθεση με τα ευρέως χρησιμοποιούμενα σχήματα FDMA, TDMA και CDMA (Code Division Multiple Access), όπου το πρόβλημα είναι μονοδιάστατο (χρόνος, συχνότητα, κώδικας αντίστοιχα). Αυτό προσδίδει ευελιξία στο σύστημα αλλά ταυτόχρονα αυξάνει την πολυπλοκότητα των αλγορίθμων διαχείρισης πόρων, καθώς αυξάνονται οι βαθμοί ελευθερίας. Οι μονάδες πόρων της OFDMA μπορούν να εκχωρηθούν σε διαφορετικούς χρήστες. Διαφορετικοί χρήστες του συστήματος μπορούν να λάβουν διαφορετικό πλήθος μονάδων πόρων και επιπρόσθετα, για κάθε μία τέτοια μονάδα μπορεί να καθοριστεί διαφορετικό επίπεδο διαμόρφωσης αλλά και εκπεμπόμενη ισχύς. Ως εκ τούτου, μπορούν να εξυπηρετηθούν διαφορετικές ανάγκες χρηστών, ανάλογα με την προτεραιότητα που έχουν, τον απαιτούμενο ρυθμό δεδομένων και την ποιότητα υπηρεσίας που ζητούν.

Χαρακτηριστικό παράδειγμα αποτελεί το φυσικό στρώμα των προτύπων IEEE 802.16 (WiMAX) όπως ορίζεται στο [11]. Εκεί ορίζεται τόσο η OFDM-TDMA μέθοδος πρόσβασης, με OFDM 256 φερόντων, όσο και η OFDMA, με OFDM 128, 512, 1024 ή 2048 φερόντων (Scalable OFDMA). Λεπτομέρειες σχετικά με τα πρότυπα IEEE 802.16 θα παρουσιαστούν στα επόμενα.

Στη συνέχεια της παρουσίασης θα επικεντρωθούμε στην OFDMA, η οποία φαίνεται να επικρατεί για τα δίκτυα κινητών επικοινωνιών 4ης γενιάς [12, 13]. Αφού οριστεί το πρόβλημα διαχείρισης ασυρμάτων πόρων, θα παρουσιαστεί ένα συνολικό πλαί-

στο διαχείρισης ασυρμάτων πόρων για την OFDMA καθώς επίσης και ορισμένοι αλγόριθμοι εκχώρησης φερόντων.

2.1 Καθορισμός του προβλήματος

Στην εργασία του Zander [14], όπου αναλύεται το γενικότερο πρόβλημα της διαχείρισης πόρων (Radio Resource Management - RRM) στα ασύρματα δίκτυα, αναφέρεται χαρακτηριστικά ότι για την εγκατάσταση μιας ασύρματης ζεύξης, το δίκτυο θα πρέπει να εκχωρήσει σε κάθε χρήστη,

- Μια θύρα εισόδου στο δίκτυο, δηλαδή ένα σταθμό βάσης (Base Station - BS).
- Μια κυματομορφή (κανάλι).
- Μια ισχύ εκπομπής από τη θύρα εισόδου στο τερματικό.

Υποθέτουμε ότι το υπό εξέταση OFDMA δίκτυο συγκροτείται από ένα σύνολο $\mathcal{K} = \{1, \dots, k, \dots, K\}$ σταθμών βάσης¹, καθέναν από τους οποίους έχει διαθέσιμη ισχύ P_{BS}^{max} . Το συνολικό διαθέσιμο εύρος ζώνης BW χωρίζεται σε ένα σύνολο $\mathcal{N} = \{1, \dots, n, \dots, N\}$ OFDM φερόντων και κάθε BS έχει στη διάθεση του το σύνολο του εύρους ζώνης (επαναχρησιμοποίηση συχνότητας ανά κυψέλη).

Οι χρήστες του δικτύου, μέλη του συνόλου των χρηστών $\mathcal{U} = \{1, \dots, u, \dots, U\}$, υποτίθενται ομοιόμορφα κατανομημένοι σε όλη την επιφάνεια που καλύπτουν οι K κυψέλες. Κάθε χρήστης εξυπηρετείται από έναν μόνο σταθμό βάσης, ο οποίος του εκχωρεί κατ' αποκλειστικότητα OFDM φέροντα. Έτσι, σε κάθε μία κυψέλη, ένα φέρον χρησιμοποιείται αποκλειστικά από ένα χρήστη. Αυτό έχει σαν αποτέλεσμα να μην υφίστανται ενδο-κυψελικές παρεμβολές. Στην εργασία των Jang και Lee [15] αποδεικνύεται ότι η αποκλειστική χρήση του φέροντος στην κυψέλη αποτελεί βέλτιστη πρακτική για προσαρμοστική QAM διαμόρφωση. Η εργασία των Li και Liu [16] επεκτείνει το αποτέλεσμα αυτό σε κάθε προσαρμοστικό σχήμα διαμόρφωσης, με μόνη προϋπόθεση την κυρτότητα της συνάρτησης χωρητικότητας - SINR ($b = f(SINR)$, βλ. π.χ. (1.15)).

Η κατανομή των χρηστών στους BSs καθορίζεται από τη δυαδική μήτρα $\mathbf{A} = [A_{u,k}]$, όπου $A_{u,k} = 1$ συνεπάγεται ότι ο χρήστης u εξυπηρετείται από το BS k και το αντίθετο για $A_{u,k} = 0$. Επειδή κάθε χρήστης εξυπηρετείται από μία το πολύ κυψέλη, θα ισχύει ότι $\sum_{k=1}^K A_{u,k} \leq 1$, $u \in \mathcal{U}$.

Η εκχώρηση των φερόντων στους χρήστες καθορίζεται από τη δυαδική μήτρα $\mathbf{C} = [C_{u,n,k}]$, όπου $C_{u,n,k} = 1$ συνεπάγεται ότι το φέρον n του BS k έχει εκχωρηθεί στο χρήστη u ενώ το αντίθετο συμβαίνει όταν $C_{u,n,k} = 0$. Όπως αναφέρθηκε

¹Ως κυψέλη νοείται η περιοχή εξυπηρέτησης ενός BS. Για το λόγο αυτό οι έννοιες κυψέλη και σταθμός βάσης χρησιμοποιούνται συχνά ως ταυτολογία.

προηγούμενα, εντός της ίδιας κυψέλης το πολύ ένας χρήστης χρησιμοποιεί το αυτό φέρον, επομένως θα ισχύει $\sum_{u=1}^U C_{u,n,k} \leq 1$, $n \in \mathcal{N}$, $k \in \mathcal{K}$.

Ο τελευταίος πόρος του συστήματος που πρέπει να παρασταθεί είναι η εκπεμπόμενη ισχύς. Η μήτρα $\mathbf{P} = [P_{n,k}]$ περιέχει τις τιμές του επιπέδου ισχύος που εκπέμπεται στο φέρον n από το BS k . Ο περιορισμός της μέγιστης εκπεμπόμενης ισχύος επιβάλλει $\sum_{n=1}^N P_{n,k} \leq P_{BS}^{max}$, $k \in \mathcal{K}$.

Για τον ορισμό της διαμόρφωσης των φερόντων, υποθέτουμε ότι υπάρχει η δυνατότητα εφαρμογής M-QAM διαμορφώσεων, με το M να είναι δύναμη 4, όπως αναφέρθηκε στο προηγούμενο κεφάλαιο. Η διαμόρφωση καθορίζεται από μία μήτρα $\mathbf{B} = [b_{n,k}]$, όπου $b_{n,k} = \log_2(M_{n,k})$ είναι το πλήθος των bits ανά σύμβολο για το φέρον n όπως αυτό εκπέμπεται από το BS k . Επίσης, όταν το φέρον παραμένει αδιαμόρφωτο, χρησιμοποιείται ο συμβολισμός $b_{n,k} = 0$.

Το μοντέλο που υιοθετείται για τη μελέτη του συστήματος συνοψίζεται στο ότι ένα πλήθος U χρηστών απαιτεί σταθερό ρυθμό δεδομένων από το σύστημα, ο οποίος δίνεται από το διάνυσμα $\mathbf{R} = [R_u]$, και δεδομένο ρυθμό εσφαλμένων συμβόλων, ο οποίος δίνεται από το διάνυσμα $\mathbf{Pe} = [Pe_u]$. Στόχος του συστήματος είναι να εξυπηρετήσει τους χρήστες στον αιτούμενο ρυθμό δεδομένων και ρυθμό σφαλμάτων με τη χαμηλότερη δυνατή κατανάλωση ισχύος, δεδομένου και του περιορισμού της μέγιστης εκπεμπόμενης ισχύος P_{BS}^{max} ανά BS.

Με μαθηματικό φορμαλισμό, το πρόβλημα αυτό μπορεί να παρασταθεί ως ένα πρόβλημα βελτιστοποίησης, όπως αυτό περιγράφεται από τις εξισώσεις (2.1)-(2.4).

$$\text{minimise} \quad \sum_{n=1}^N \sum_{k=1}^K P_{n,k} \quad (2.1)$$

υπό τους περιορισμούς

$$R_u \leq oR_u = \Delta f \sum_{n=1}^N \sum_{k=1}^K C_{u,n,k} b_{n,k}, \quad u \in \mathcal{U} \quad (2.2)$$

$$P_{BS}^{max} \geq oP_k = \sum_{n=1}^N P_{n,k}, \quad k \in \mathcal{K} \quad (2.3)$$

$$\sum_{u=1}^U C_{u,n,k} \leq 1, \quad n \in \mathcal{N}, \quad k \in \mathcal{K} \quad (2.4)$$

όπου oR_u είναι ο ρυθμός δεδομένων που το σύστημα προσφέρει στο χρήστη u , Δf είναι το εύρος ζώνης κάθε φερόντος ($\Delta f = BW/N$) και oP_k είναι η συνολική εκπεμπόμενη ισχύς του BS k [17].

Η (2.2) δηλώνει ότι το σύστημα πρέπει να ικανοποιήσει την απαίτηση κάθε χρήστη σε ρυθμό δεδομένων. Η (2.3) εκφράζει τον περιορισμό της μέγιστης εκπεμπόμενης

ισχύος για κάθε BS. Ο περιορισμός (2.4) εκφράζει την αποκλειστική χρήση ενός φέροντος εντός μιας κυψέλης.

Επειδή το πρόβλημα βελτιστοποίησης (2.1)-(2.4) είναι ένα NP-δύσκολο πρόβλημα, όπως σημειώνεται στις [18, 19], το ενδιαφέρον εστιάζεται στην εύρεση υποβέλτιστων λύσεων, οι οποίες θα προσεγγίζουν ικανοποιητικά τη βέλτιστη λύση με την κατά το δυνατόν μικρότερη υπολογιστική πολυπλοκότητα.

Ο περιορισμός του μέγιστου ανεκτού ρυθμού εσφαλμένων συμβόλων υπεισέρχεται έμμεσα στο πρόβλημα, μέσω της εξάρτησης αυτού από το σηματοθορυβικό λόγο, ο οποίος εξαρτάται από την εκπεμπόμενη ισχύ και τη διαμόρφωση, όπως αναφέρθηκε στο προηγούμενο κεφάλαιο.

Το συνολικό κέρδος του καναλιού ανάμεσα στο σταθμό βάσης k και το χρήστη u στο φέρον n περιγράφεται από τη μήτρα $\mathbf{G} = [G_{u,n,k}]$. Σε αυτό περιλαμβάνονται τα κέρδη των κεραιών πομπού και δέκτη, οι απώλειες διαδρομής, η σκίαση καθώς και οι διαλείψεις.

Εξαιτίας του ότι τα φέροντα επαναχρησιμοποιούνται ανά κυψέλη, στην ανάλυση υπεισέρχεται και ο παράγοντας της ομοδιαυλικής παρεμβολής, η οποία μοντελοποιείται με τη μήτρα $\mathbf{I} = [I_{u,n,k}]$ και δίνει τη συνολική ισχύ παρεμβολής που λαμβάνεται από το χρήστη u στο φέρον n του BS k . Η ισχύς της ομοδιαυλικής παρεμβολής προκύπτει από τη σχέση:

$$I_{u,n,k} = \sum_{i \neq k} G_{u,n,i} P_{n,i} \quad (2.5)$$

όπου $G_{u,n,i}$ είναι το κέρδος ανάμεσα στον i -οστό παρεμβάλλοντα ($i \neq k$) BS και το χρήστη u ενώ $P_{n,i}$ είναι η εκπεμπόμενη ισχύς του BS i στο φέρον n . Εκτός από την ομοδιαυλική παρεμβολή, το σήμα υποφέρει από AWGN θόρυβο, μηδενικής μέσης τιμής και διασποράς (ισχύος) σ^2 . Τα \mathbf{G} , \mathbf{I} και σ^2 αποτελούν την πληροφορία κατάστασης του καναλιού (Channel State Information - CSI).

Σύμφωνα με τα παραπάνω, ο λόγος σήματος προς παρεμβολή και θόρυβο (Signal to Interference plus Noise Ratio - SINR) που λαμβάνει ο χρήστης u στο φέρον n του BS k θα δίνεται από τη σχέση:

$$s_{u,n,k} = \frac{G_{u,n,k} P_{n,k}}{I_{u,n,k} + \sigma^2} \quad (2.6)$$

Για να υποστηριχθεί ένα επίπεδο διαμόρφωσης $b_{n,k}$ θα πρέπει το $s_{u,n,k}$ να υπερβαίνει ένα κατώφλι $\gamma_{u,n,k}$, το οποίο προκύπτει από τη σχέση:

$$\gamma_{u,n,k} = \Gamma_u (2^{b_{n,k}} - 1) \quad (2.7)$$

όπου το περιθώριο SNR Γ_u ορίζεται ως $\Gamma_u = \frac{1}{3} [Q^{-1}(\frac{P_{e_u}}{4})]^2$ (βλ. (1.15)).

Για την υποστήριξη των απαιτήσεων σε SER καταλήγουμε στο συμπέρασμα ότι θα πρέπει να ισχύει η σχέση $s_{u,n,k} \geq \gamma_{u,n,k}$, η οποία με χρήση της (2.5) γράφεται ως,

$$P_{n,k} - \gamma_{u,n,k} \sum_{i \neq k} \frac{G_{u,n,i}}{G_{u,n,k}} P_{n,i} \geq \frac{\gamma_{u,n,k}}{G_{u,n,k}} \sigma^2 \quad (2.8)$$

Επειδή η ανισοτική αυτή σχέση θα πρέπει να ισχύει για κάθε χρήστη στο σύστημα, στον οποίο έχει ανατεθεί το φέρον n από το BS που τον εξυπηρετεί, καταλήγουμε στο κάτωθι σύστημα γραμμικών ανισοτήτων:

$$(\mathbf{I} - \mathbf{D}(n) \mathbf{F}(n)) \mathbf{P}(n) \geq \mathbf{v}(n) \quad (2.9)$$

όπου

$$\begin{aligned} \mathbf{I} &: \text{η } \kappa \times \kappa \text{ μοναδιαία μήτρα} \\ \mathbf{D}(n) &= \text{diag} \{ \gamma_{u_1,n,k_1}, \dots, \gamma_{u_i,n,k_i}, \dots, \gamma_{u_\kappa,n,k_\kappa} \} \\ \mathbf{F}(n) &= [F_{i,j}(n)]_{1 \leq i,j \leq \kappa}, \text{ όπου } F_{i,j}(n) = \frac{G_{u_i,n,k_j}}{G_{u_i,n,k_i}} (1 - \delta_{i,j}) \\ \mathbf{P}(n) &= [P_{n,k_1}, \dots, P_{n,k_i}, \dots, P_{n,k_\kappa}]^T \\ \mathbf{v}(n) &= \left[\frac{\gamma_{u_1,n,k_1}}{G_{u_1,n,k_1}}, \dots, \frac{\gamma_{u_i,n,k_i}}{G_{u_i,n,k_i}}, \dots, \frac{\gamma_{u_\kappa,n,k_\kappa}}{G_{u_\kappa,n,k_\kappa}} \right]^T \sigma^2 \end{aligned}$$

Στον παραπάνω συμβολισμό, έχει υποθεθεί ότι έχουμε ένα σύνολο $\kappa \leq K$ ομοδιαυλικών στο φέρον n κυψελών, οι οποίες εξυπηρετούν ισάριθμους χρήστες. Επιπρόσθετα, υποτίθεται ότι ο χρήστης u_i εξυπηρετείται από το BS k_i , $i = 1, \dots, \kappa$.

Όπως αναφέρεται στην εργασία των Bambos et al. [20], από όπου και έχει προκύψει αυτή η μέθοδος ελέγχου ισχύος, για να βρεθεί μια εφικτή λύση του γραμμικού συστήματος ανισοτήτων (2.9), χρειάζεται να βρεθεί μια λύση του αντίστοιχου γραμμικού συστήματος ισοτήτων:

$$(\mathbf{I} - \mathbf{D}(n) \mathbf{F}(n)) \mathbf{P}(n) = \mathbf{v}(n) \quad (2.10)$$

Αν η επίλυση του (2.10) οδηγεί σε μία λύση $\mathbf{P}(n) = [P_{n,k}]$ τέτοια ώστε $P_{n,k} \geq 0$, τότε αυτή αποτελεί λύση και του (2.9). Επίσης, στην εργασία [21] αναφέρεται ότι η λύση του γραμμικού συστήματος (2.10) είναι κατά Pareto βέλτιστη λύση του γραμμικού συστήματος ανισοτήτων (2.9), δηλαδή κάθε λύση του (2.9) θα είναι μεγαλύτερη ή ίση της λύσης του (2.10). Διαφορετικά, αν $P_{n,k} < 0$ για κάποιο k , τότε το σύστημα (2.9) είναι μη επιλύσιμο, το οποίο ουσιαστικά σημαίνει ότι το φέρον n δε μπορεί να χρησιμοποιηθεί ταυτόχρονα από τους κ BSs υπό τις δεδομένες συνθήκες.

2.2 Σύντομη επισκόπηση της βιβλιογραφίας

Η ερευνητική ενασχόληση με το πρόβλημα εκχώρησης πόρων για OFDMA δίκτυα ξεκινά στα τέλη της δεκαετίας του '90, με τη σπερματική δουλειά [22, 23], όπου για πρώτη φορά ορίζεται το πρόβλημα διαχείρισης πόρων ως ένα πρόβλημα ελαχιστοποίησης της απαιτούμενης ισχύος υπό τον περιορισμό ικανοποίησης του αιτούμενου ρυθμού bit για κάθε χρήστη για ένα OFDMA δίκτυο μοναδικής κυψέλης. Το πρόβλημα αντιμετωπίζεται εφαρμόζοντας τυπικές μεθόδους βελτιστοποίησης (μέθοδος πολλαπλασιαστών Lagrange) και παρουσιάζεται ένας αλγόριθμος κατανομής φερόντων και ορισμού του επιπέδου διαμόρφωσης. Σύντομα θα ακολουθήσουν οι εργασίες [24, 25] όπου και πάλι η ανάλυση περιορίζεται σε δίκτυα μοναδικής κυψέλης. Εκεί προτείνεται ο BABS αλγόριθμος για τον καθορισμό του πλήθους των φερόντων που θα εκχωρηθούν σε κάθε χρήστη και δύο διαφορετικοί αλγόριθμοι κατανομής φερόντων (ACG και RCG). Στην [26] το ενδιαφέρον μετατοπίζεται από το φορμαλισμό ελαχιστοποίησης της ισχύος (margin adaptive) των προηγούμενων εργασιών και το πρόβλημα γίνεται μεγιστοποίηση του προσφερόμενου ρυθμού bit υπό τον περιορισμό της διαθέσιμης ισχύος (rate adaptive). Εκεί, αφού οριστεί τυπικά το πρόβλημα, προτείνεται ένας υποβέλτιστος αλγόριθμος για την επίλυσή του. Σημαντικός σταθμός στην πορεία εξέλιξης της έρευνας για το OFDMA RRM πρόβλημα είναι οι εργασίες των [27, 28] όπου τα margin και rate adaptive προβλήματα διατυπώνονται κατάλληλα και επιλύονται χρήση γραμμικού προγραμματισμού. Ακολουθούν οι εργασίες [17, 29–31] όπου μελετάται το margin adaptive πρόβλημα και προτείνονται υποβέλτιστες λύσεις για την επίλυσή του. Η τελευταία μάλιστα εξ' αυτών των εργασιών αναφέρεται πλέον σε ένα πολυκυψελωτό OFDMA δίκτυο. Στην [32] αντιμετωπίζεται επίσης ένα πολυκυψελωτό δίκτυο OFDMA και προτείνονται δύο άπληστοι αλγόριθμοι για τον καθορισμό της εκχώρησης φερόντων και καθορισμού του επιπέδου διαμόρφωσης, ο ένας (MIPA) αποσκοπεί στην ελαχιστοποίηση της απαιτούμενης ισχύος και ο άλλος (MSAA) στην ελαχιστοποίηση τους πλήθους των εκχωρούμενων φερόντων. Στις εργασίες [33–36] εισάγεται για πρώτη φορά στο πλαίσιο του OFDMA RRM προβλήματος η έννοια της συνάρτησης ωφέλειας (utility function) και με βάση αυτή γίνεται ανάλυση διαστρωματικών (cross-layer) τεχνικών εκχώρησης πόρων και προτείνονται αλγόριθμοι για την εφαρμογή τους. Ολοκληρώνοντας την αναφορά στις κλασικές πλέον εργασίες πάνω το OFDMA RRM πρόβλημα, δε θα έπρεπε να παραλείψουμε τη συνεισφορά των [37, 38] όπου αντιμετωπίζεται ταυτόχρονα και το πρόβλημα επιλογής της κυψέλης που θα εξυπηρετήσει το χρήστη.

Από το 2005 και έπειτα υπάρχει πολύ έντονο ενδιαφέρον σχετικά με τη διαχείριση ασυρμάτων πόρων των OFDMA δικτύων, που εξετάζουν το ζήτημα από διαφορετικές προοπτικές και θέτοντας νέες παραμέτρους. Αξιοσημείωτη είναι η εργασία [39] όπου λαμβάνεται υπόψη κατά την επίλυση του RRM προβλήματος το μήκος ουράς κάθε χρήστη, στην [40] προτείνεται ένα σχήμα μειωμένης πολυπλοκότητας, οι εργασίες

[41–44] εξετάζουν το ζήτημα των σχημάτων επαναχρησιμοποίησης συχνότητας, ενώ οι εργασίες [45, 46] εξετάζουν το OFDMA RRM πρόβλημα υπό ατελή γνώση του CSI.

Τέλος, στις εργασίες [47, 48] μπορεί να αναζητηθεί μια εκτενέστερη επισκόπηση της βιβλιογραφίας που αφορά το πρόβλημα διαχείρισης πόρων του OFDMA.

2.3 Πλαίσιο διαχείρισης ασυρμάτων πόρων

Στη συνέχεια παρουσιάζεται ένα πλαίσιο διαχείρισης ασυρμάτων πόρων, το οποίο επιλύει το συνολικό πρόβλημα εκχώρησης πόρων (2.1)–(2.4) σε ένα πολυκυψελωτό OFDMA δίκτυο κατά τρόπο υποβέλτιστο. Ένα μεγάλο μέρος του παραγόμενου ερευνητικού έργου εστιάζει στην επίλυση του προβλήματος διαχείρισης πόρων σε μία κυψέλη, χωρίς να επεκτείνεται η ανάλυση σε ολόκληρο το δίκτυο. Ορισμένες ενδιαφέρουσες προσεγγίσεις υπάρχουν στις εργασίες [28, 49–51]. Αξιοσημείωτες εργασίες που έχουν επίσης ασχοληθεί με τη διαχείριση ασυρμάτων πόρων σε πολυκυψελωτά OFDMA δίκτυα είναι οι [41, 52].

Προτού προχωρήσουμε στην παρουσίαση του πλαισίου RRM, θα πρέπει να αιτιολογηθεί γιατί η παρούσα εργασία εστιάζει στο margin adaptive φορμαλισμό του προβλήματος RRM για πολυκυψελωτά OFDMA δίκτυα και όχι στο rate adaptive. Η ουσιαστική διαφορά μεταξύ των δύο είναι ότι ο μεν margin adaptive φορμαλισμός προσπαθεί να δώσει στους χρήστες του δικτύου το ρυθμό δεδομένων που χρειάζονται προσπαθώντας ταυτόχρονα να ελαχιστοποιήσει την κατανάλωση ισχύος, ο δε rate adaptive φορμαλισμός προσπαθεί να δώσει στους χρήστες τον κατά το δυνατόν μεγαλύτερο ρυθμό δεδομένων, υπό τον περιορισμό της μέγιστης διαθέσιμης ισχύος των σταθμών βάσης. Η κατανάλωση ισχύος όμως έρχεται με ένα τίμημα, την κατανάλωση ενέργειας, η οποία με τη σειρά της έχει ένα πλήθος συνεπειών, γνωστές από την καθημερινότητα.

Όπως αναφέρεται στο [53], το κομμάτι της ασύρματης πρόσβασης σε ένα κυψελωτό δίκτυο φτάνει να καταναλώνει έως και το 70% της συνολικής ενέργειας που απαιτεί η λειτουργία του δικτύου. Το υψηλό αυτό ποσοστό έχει σαν αποτέλεσμα αφενός το υψηλό κόστος λειτουργίας, το οποίο μετακυλιέται στον τελικό χρήστη των υπηρεσιών του δικτύου, αφετέρου την περιβαλλοντική επιβάρυνση που προκύπτει από την παραγωγή της απαιτούμενης ενέργειας. Καθίσταται επομένως σαφές ότι μια προσπάθεια ελαχιστοποίησης της απαιτούμενης ισχύος, χωρίς ταυτόχρονα να απειλείται η ποιότητα υπηρεσίας που λαμβάνει ο τελικός χρήστης, μπορεί να οδηγήσει σε πολλαπλά οφέλη, άμεσα το λειτουργό του δικτύου και έμμεσα τον τελικό χρήστη και το φυσικό και κοινωνικό περιβάλλον του.

2.3.1 Διαδικασία επιλογής σταθμού βάσης

Όταν ένας νέος χρήστης \bar{u} αιτείται πρόσβασης στους πόρους του συστήματος, η πρώτη διαδικασία που θα εκκινηθεί θα είναι μια διαδικασία εισαγωγής στο σύστημα, network entry phase δανειζόμενοι την ορολογία του WiMAX [11]. Κατά τη διαδικασία αυτή, υποθέτουμε ότι ο χρήστης λαμβάνει σήμα από όλες τις K κυψέλες του συστήματος ενώ είναι σε θέση να διακρίνει την πηγή κάθε σήματος. Έτσι, ουσιαστικά υποθέτουμε ότι ο χρήστης έχει πλήρη γνώση του καναλιού, αφού μπορεί να μετρήσει/υπολογίσει τα $G_{\bar{u},n,k}$ και $I_{\bar{u},n,k}$.

Όπως αναφέρθηκε προηγούμενα, ένας χρήστης εξυπηρετείται αποκλειστικά από ένα BS. Για το λόγο αυτό, θα πρέπει να εκτελεστεί ένας αλγόριθμος επιλογής της κυψέλης που θα εξυπηρετήσει το χρήστη αυτό. Εδώ θα παρουσιαστούν τρεις διαφορετικές προσεγγίσεις:

- Στην προσέγγιση που εφαρμόζεται στην εργασία [18], προτείνεται ότι για τη διαδικασία της επιλογής BS θα πρέπει να συνυπολογίζεται όλη η διαθέσιμη πληροφορία. Για το λόγο αυτό, υπολογίζεται το κανονικοποιημένο κέρδος του καναλιού $T_{\bar{u},n,k}$, στο οποίο συμπεριλαμβάνονται το κέρδος για το συγκεκριμένο χρήστη, η παρεμβολή που δέχεται και τέλος το περιθώριο SNR, όπως διαμορφώνεται από την απαίτησή του σε SER.

$$T_{\bar{u},n,k} = \frac{G_{\bar{u},n,k}}{I_{\bar{u},n,k} + \sigma^2} \frac{1}{\Gamma_{\bar{u}}} \quad (2.11)$$

Αξίζει να σημειωθεί ότι το $T_{\bar{u},n,k}$ υπολογίζεται για κάθε υποψήφια κυψέλη k και για κάθε φέρον n . Δεδομένου ότι δεν έχει αποφασιστεί ακόμα ποια συγκεκριμένα φέροντα θα εκχωρηθούν στο χρήστη, λαμβάνεται η μέση τιμή του $T_{\bar{u},n,k}$ σε όλα τα φέροντα και προκύπτει, καθ' αυτόν τον τρόπο το μέσο κανονικοποιημένο κέρδος καναλιού $\bar{T}_{\bar{u},k}$.

$$\bar{T}_{\bar{u},k} = \frac{1}{N} \sum_{n=1}^N T_{\bar{u},n,k} \quad (2.12)$$

Οι τιμές του διανύσματος $\bar{T}_{\bar{u},k}$ διατάσσονται σε φθίνουσα σειρά. Έτσι προκύπτει η λίστα των υποψηφίων κυψελών $\mathcal{K}_{\bar{u}}$, όπου η πρώτη κυψέλη ($\mathcal{K}_{\bar{u}}(1)$) είναι η πλέον κατάλληλη να εξυπηρετήσει το χρήστη \bar{u} ενώ η τελευταία ($\mathcal{K}_{\bar{u}}(K)$) είναι η λιγότερο κατάλληλη.

$$\mathcal{K}_{\bar{u}} = \arg \operatorname{sort}_{k \in \mathcal{K}} \bar{T}_{\bar{u},k} \quad (2.13)$$

Η επιλογή κατάρτισης μιας λίστας κυψελών και όχι η a priori επιλογή της καλύτερης κυψέλης ($\bar{k} = \mathcal{K}_{\bar{u}}(1)$) εξυπηρετεί ένα σκεπτικό, σύμφωνα με το οποίο αν η διαδικασία αποδοχής του χρήστη στο σύστημα αποτύχει, ο χρήστης να έχει τη δυνατότητα να δοκιμάσει να εγκαταστήσει σύνδεση μέσω μιας δεύτερης κυψέλης κ.ο.κ. Το πλήθος των κυψελών στις οποίες θα επιχειρηθεί πρόσβαση εξαρτάται από τις επιλογές του λειτουργού του συστήματος.

- Η προηγούμενη προσέγγιση εφαρμόστηκε στην εργασία [54], όπου και παρατηρήθηκε ότι η διαδικασία αυτή είναι εξαιρετικά επιβαρυντική όσον αφορά τη χρήση υπολογιστικών πόρων ενώ ταυτόχρονα η συμβολή της είναι μικρή στη βελτίωση της επίδοσης του συστήματος. Επίσης, όσον αφορά την πρόταση για δοκιμή πολλαπλών κυψελών, παρατηρήθηκε ότι δεν έχει πρακτική αξία μιας και, συνήθως, όταν η καλύτερη κυψέλη δεν είναι σε θέση να εξυπηρετήσει το χρήστη, οι κυψέλες που είναι χαμηλότερα στη λίστα προτίμησης $\mathcal{K}_{\bar{u}}$ δεν έχουν επίσης τη δυνατότητα να εξυπηρετήσουν το χρήστη.

Για το λόγο αυτό, στην [55], εφαρμόστηκε η επιλογή της βέλτιστης κυψέλης να πραγματοποιείται με κριτήριο το κέρδος $G_{\bar{u},n,k}$ του καναλιού στο μέσο του διαθέσιμου φάσματος, δηλαδή στο φέρον $\bar{n} = \frac{N}{2}$. Έτσι, η επιλογή της κυψέλης \bar{k} που θα επιφορτιστεί με την εξυπηρέτηση του χρήστη \bar{u} , προκύπτει από τη σχέση:

$$\bar{k} = \arg \max_k G_{\bar{u}, \frac{N}{2}, k} \quad (2.14)$$

Είναι σαφές ότι ο όγκος της πληροφορίας που απαιτείται είναι σαφώς μικρότερος σε σχέση με την προηγούμενη προσέγγιση.

- Επειδή το κεντρικό φέρον $\bar{n} = \frac{N}{2}$ εμφανίζει κάποια εγγενή μειονεκτήματα και για το λόγο αυτό αποφεύγεται η χρήση του, όπως αναφέρεται στην [11], στις εργασίες [56, 57] επελέγη ως κριτήριο για την επιλογή κυψέλης το μέσο ως προς τα φέροντα κέρδος καναλιού. Επομένως, η επιλογή κυψέλης γίνεται ως εξής:

$$\bar{k} = \arg \max_k \frac{1}{N} \sum_{n=1}^N G_{\bar{u},n,k} \quad (2.15)$$

Η επιλογή αυτή είναι συμβατή με τη διαδικασία επιλογής κυψέλης (τομέα στην προκειμένη περίπτωση), που προτείνεται από το WiMAX Forum στο [58].

2.3.2 Διαδικασία εκχώρησης φερόντων

Η διαδικασία εκχώρησης φερόντων χωρίζεται σε δύο φάσεις. Στην πρώτη φάση καθορίζεται το πλήθος των φερόντων που θα εκχωρηθούν. Στη δεύτερη φάση καθορίζεται ποια θα είναι τα συγκεκριμένα φέροντα που θα εκχωρηθούν.

Ο συνολικός ρυθμός δεδομένων που προσφέρεται τελικά στο χρήστη εξαρτάται τόσο από το πλήθος των φερόντων που του εκχωρούνται όσο και από τη διαμόρφωση με την οποία τελικά θα διαμορφωθεί κάθε σύμβολο. Για το λόγο αυτό θα διακρίνουμε στο σημείο αυτό τρεις διαφορετικές περιπτώσεις.

Μοναδική διαμόρφωση

Στην προκειμένη περίπτωση, έστω ότι η μοναδική διαμόρφωση που μπορεί να χρησιμοποιηθεί έχει απόδοση \hat{b} bits ανά σύμβολο ($2^{\hat{b}}$ -QAM διαμόρφωση). Στην περίπτωση αυτή, το πλήθος των φερόντων που θα εκχωρηθούν στο χρήστη προκύπτει ως:

$$s_{\bar{u}} = \left\lceil \frac{R_{\bar{u}}}{\hat{b}\Delta f} \right\rceil \quad (2.16)$$

Εύκολα προκύπτει ότι για την επιτυχή εξυπηρέτηση του χρήστη, θα πρέπει όλα τα φέροντα που θα του εκχωρηθούν να μπορούν να διαμορφωθούν με το δεδομένο επίπεδο διαμόρφωσης \hat{b} . Στην περίπτωση που έστω και ένα από τα φέροντα δε μπορεί να υποστηρίξει τη συγκεκριμένη διαμόρφωση, ο χρήστης δε μπορεί να εξυπηρετηθεί και ο έλεγχος αποδοχής κλήσεων (Call Admission Control - CAC) θα απορρίψει το χρήστη.

Προσαρμοστική διαμόρφωση χωρίς ανακατανομή πόρων

Όταν δίνεται η δυνατότητα προσαρμοστικής διαμόρφωσης, δηλαδή διατίθεται ένα σύνολο διαμορφώσεων που μπορούν αξιοποιηθούν, με την απόδοση των διαμορφώσεων να κυμαίνεται από b_{min} έως b_{max} bits ανά σύμβολο, τότε, θα ισχύει για το πλήθος των φερόντων που μπορούν να αποδοθούν στο χρήστη \bar{u} :

$$s_{\bar{u}}^{min} = \left\lceil \frac{R_{\bar{u}}}{b_{max}\Delta f} \right\rceil \leq s_{\bar{u}} \leq \left\lceil \frac{R_{\bar{u}}}{b_{min}\Delta f} \right\rceil = s_{\bar{u}}^{max} \quad (2.17)$$

Στην περίπτωση που το πλήθος των διαθέσιμων φερόντων στην υπό εξέταση κυψέλη είναι μεγαλύτερο του $s_{\bar{u}}^{max}$, τότε στο χρήστη θα εκχωρηθούν $s_{\bar{u}} = s_{\bar{u}}^{max}$ φέροντα. Στην περίπτωση που η κυψέλη δε διαθέτει το μέγιστο πλήθος φερόντων για να εκχωρήσει στο χρήστη, τότε θα εκχωρήσει στο χρήστη τον ελάχιστο αριθμό φερόντων. Αν και ο ελάχιστος απαιτούμενος αριθμός φερόντων δεν είναι διαθέσιμος, είναι προφανές ότι ο χρήστης θα απορριφθεί από τον CAC.

Προσαρμοστική διαμόρφωση με ανακατανομή πόρων

Στην περίπτωση που η πλήρης γνώση των συνθηκών του καναλιού είναι διαθέσιμη, τότε ο BS μπορεί να αξιοποιήσει την πληροφορία αυτή ώστε να κάνει την κατά το δυνατόν καλύτερη κατανομή των καναλιών στους χρήστες της κυψέλης. Για την πραγματοποίηση του στόχου αυτού, θα πρέπει να γίνει ανακατανομή όλων των φερόντων της κυψέλης στο νέο σύνολο χρηστών που αυτή καλείται να εξυπηρετήσει. Το σύνολο αυτό αποτελείται από τους υφιστάμενους χρήστες της κυψέλης καθώς επίσης και το νέο χρήστη που αιτείται εξυπηρέτησης.

Όπως φαίνεται από τον Αλγ. 2.1, γίνεται αρχικοποίηση του πλήθους των φερόντων στο ελάχιστο δυνατό, για όλους τους χρήστες, συμπεριλαμβανομένου του νέου χρήστη \bar{u} της κυψέλης \bar{k} , από την οποία έχει αποφασιστεί να εξυπηρετηθεί ο χρήστης \bar{u} . Αν ισχύει, $\sum_{u \in \mathcal{U}_{\bar{k}}} s_u^{min} > N$, όπου $\mathcal{U}_{\bar{k}} = \{u \in \mathcal{U} : A_{u,\bar{k}} = 1\}$ το σύνολο των χρηστών που εξυπηρετούνται από την κυψέλη \bar{k} , τότε στην κυψέλη δεν υπάρχει το απαραίτητο πλήθος φερόντων για να εξυπηρετηθεί το νέο σύνολο χρηστών. Επομένως, ο CAC απορρίπτει το χρήστη \bar{u} . Στη συνέχεια, συνεχίζεται η αύξηση του πλήθους των φερόντων έως ότου εξαντληθούν τα διαθέσιμα φέροντα της κυψέλης \bar{k} ή όλοι οι χρήστες να λάβουν το μέγιστο δυνατό αριθμό φερόντων s_u^{max} .

Για κάθε² χρήστη u , ο οποίος μπορεί ακόμα να δεχθεί φέροντα ($s_u < s_u^{max}$), υπολογίζεται η διαφορά ισχύος ΔP_u . Αυτή η διαφορά ισχύος ερμηνεύεται ως η μείωση της ισχύος εκπομπής που θα προκαλέσει η εκχώρηση ενός επιπλέον φέροντος στο χρήστη u κατά μέσο όρο. Ο πρώτος όρος εκφράζει τη μέση ισχύ που απαιτείται για την εκπομπή s_u φερόντων προς το χρήστη u ενώ ο δεύτερος είναι η αντίστοιχη μέση ισχύς για $s_u + 1$ φέροντα [17]. Ο ορισμός αυτός αποτελεί επέκταση σε πολυκυψελωτό περιβάλλον, σε περιβάλλον δηλαδή με ομοδιαυλικές παρεμβολές, του ορισμού που χρησιμοποιείται στις [23, 25]. Επειδή δεν είναι γνωστό ποιο ακριβώς θα είναι το νέο φέρον, χρησιμοποιείται το μέσο ως προς τα φέροντα κανονικοποιημένο κέρδος του χρήστη $\bar{T}_{u,\bar{k}}$. Ο χρήστης w στον οποίο θα εκχωρηθεί ένα ακόμα φέρον είναι εκείνος ο οποίος εμφανίζει τη μέγιστη μείωση ισχύος.

Η δεύτερη φάση της διαδικασίας εκχώρησης φερόντων αφορά στην επιλογή των συγκεκριμένων φερόντων που θα εκχωρηθούν στο χρήστη/χρήστες. Καθώς ο κύριος όγκος της ερευνητικής εργασίας εστιάζει στη φάση αυτή, γίνεται λεπτομερής αναφορά στην §2.4.

²Όσον αφορά τη σημειολογία που χρησιμοποιείται για την περιγραφή των αλγορίθμων, όταν απαντάται κάποιος βρόχος **foreach**, ο οποίος εφαρμόζεται σε ένα σύνολο, το σώμα του βρόχου μπορεί να εκτελεστεί ανεξάρτητα, ήτοι παράλληλα, για κάθε ένα από τα μέλη του συνόλου. Όταν αυτή η προϋπόθεση δεν ισχύει, χρησιμοποιείται ρητά βρόχος **for**.

Αλγόριθμος 2.1: Καθορισμός πλήθους φερόντων για προσαρμοστική διαμόρφωση με γνώση του CSI

```

/* Αρχικοποίηση με τον ελάχιστο αριθμό φερόντων */
1  $s_u \leftarrow s_u^{min}, \forall u \in \mathcal{U}_{\bar{k}}$ 
/* Το σύνολο των χρηστών για τους οποίους το πλήθος των προς
εγκώρηση φερόντων δεν έχει φτάσει ακόμα το μέγιστο */
2  $\hat{\mathcal{U}} \leftarrow \{u \in \mathcal{U}_{\bar{k}} : s_u < s_u^{max}\}$ 
/* Για όσο υπάρχουν διαθέσιμα φέροντα και χρήστες για να τους
εγκωρηθούν */
3 while  $(\sum_{u \in \mathcal{U}_{\bar{k}}} s_u < N) \wedge (\hat{\mathcal{U}} \neq \emptyset)$  do
/* Για κάθε χρήστη που μπορεί να δεχθεί φέροντα */
4   foreach  $u \in \hat{\mathcal{U}}$  do
/* Υπολογισμός της μείωσης ισχύος που θα προκαλέσει η
εγκώρηση ενός ακόμα φέροντος */
5      $\Delta P_u \leftarrow \frac{s_u \left( 2^{\frac{R_u}{s_u \Delta f}} - 1 \right)}{T_{u, \bar{k}}} - \frac{(s_u + 1) \left( 2^{\frac{R_u}{(s_u + 1) \Delta f}} - 1 \right)}{T_{u, \bar{k}}}$ 
/* Εγκώρηση ενός ακόμα φέροντος στο χρήστη με τη μέγιστη
μείωση ισχύος */
6      $w \leftarrow \arg \max_{u \in \hat{\mathcal{U}}} \Delta P_u$ 
7      $s_w \leftarrow s_w + 1$ 
/* Επικαιροποίηση της λίστας των χρηστών που μπορούν να
δεχθούν φέροντα */
8      $\hat{\mathcal{U}} \leftarrow \{u \in \mathcal{U}_{\bar{k}} : s_u < s_u^{max}\}$ 

```

2.3.3 Διαδικασία καθορισμού διαμόρφωσης και ελέγχου ισχύος

Η διαδικασία καθορισμού διαμόρφωσης και ελέγχου ισχύος που παρουσιάζεται εδώ είναι βασισμένη στον αλγόριθμο που πρότειναν οι Kulkarni et al. [32], όπως αυτός τροποποιήθηκε από τους Pietrzyk and Janssen [17] για προσαρμογή σε πολυ-κυψελωτά OFDMA δίκτυα. Μια παρόμοια προσέγγιση στο ζήτημα παρουσιάζεται στην εργασία των Lee et al. [21] με τη διαφορά ότι εκεί σκοπός είναι η κάλυψη ενός συνολικού ρυθμού δεδομένων για όλους τους χρήστες και όχι η κάλυψη του ρυθμού δεδομένων για κάθε χρήστη ατομικά.

Ανάλογα με το πλήθος των διαθέσιμων διαμορφώσεων, προβλέπονται δύο διαφορετικές διαδικασίες καθορισμού διαμόρφωσης. Η πρώτη αφορά στην περίπτωση μοναδικού επιπέδου διαμόρφωσης ενώ η δεύτερη αφορά στην περίπτωση προσαρμοστικής διαμόρφωσης. Η διαδικασία ελέγχου ισχύος, όπως περιγράφηκε κατά τον ορισμό του προβλήματος διαχείρισης πόρων (βλ. §2.1), είναι άρρηκτα συνδεδεμένη με τη διαδικασία καθορισμού διαμόρφωσης, σύμφωνα με τη μοντελοποίηση που υιοθετήθηκε. Όπως όμως προκύπτει από την (2.9), ο έλεγχος ισχύος που εφαρμόζεται απαιτεί πάντοτε πλήρη γνώση των συνθηκών του καναλιού. Δύο προσεγγίσεις στο πρόβλημα όταν δεν υπάρχει τέλεια γνώση του καναλιού αλλά μόνο ατελής, λόγω σφαλμάτων, καθυστερήσεων κλπ, μπορούν να βρεθούν στις εργασίες [45, 46].

Μοναδική διαμόρφωση

Στην περίπτωση που υποστηρίζεται μοναδικό επίπεδο διαμόρφωσης, με απόδοση \hat{b} bits ανά σύμβολο, τότε πρέπει να σημειώσουμε δύο παρατηρήσεις (βλ. Αλγ. 2.2). Εν πρώτοις, δεν πραγματοποιείται ανακατανομή των ήδη εκχωρημένων πόρων της κυψέλης, δηλαδή η κατάσταση των υφιστάμενων χρηστών της κυψέλης παραμένει αμετάβλητη ενώ στο νέο χρήστη \bar{u} θα εκχωρηθούν πόροι που είναι διαθέσιμοι. Εν δεύτεροις, όπως περιγράφηκε στην §2.3.2, ο νέος χρήστης λαμβάνει ακριβώς το πλήθος των φερόντων που απαιτείται για να εξυπηρετηθεί, πράγμα το οποίο σημαίνει ότι η διαδικασία διαμόρφωσης και ελέγχου ισχύος θα είναι ανελαστική. Αυτό οδηγεί στην απαίτηση να καθοριστεί επιτυχώς η εκπεμπόμενη ισχύς σύμφωνα με τη διαδικασία ελέγχου ισχύος για όλα ανεξαιρέτως τα φέροντα που έχουν εκχωρηθεί στο χρήστη \bar{u} . Αν έστω και ένα φέρον αποτύχει να φορτωθεί, τότε ο χρήστης δε μπορεί να λάβει τον απαιτούμενο ρυθμό δεδομένων στο αιτούμενο SER, και έτσι ο CAC θα απορρίψει το χρήστη αυτό.

Τέλος, επειδή ο έλεγχος ισχύος οδηγεί σε μεταβολή του επιπέδου ισχύος όλων των κυψελών που συμμετέχουν στη διαδικασία (ομοδιαυλικές κυψέλες της κυψέλης \bar{k} σε κάποιο από τα φέροντα που έχουν εκχωρηθεί στο χρήστη \bar{u}), θα πρέπει να ελεγχθεί η ισχύς του περιορισμού (2.3). Σε περίπτωση που η σχέση αυτή δεν ισχύει για κάποια κυψέλη k , αυτό έχει σαν αποτέλεσμα να απαιτείται από την κυψέλη αυτή να εκπέμψει μεγαλύτερη ισχύ από τη διαθέσιμη. Ως εκ τούτου, ο χρήστης \bar{u} θα

πρέπει να απορριφθεί.

Αλγόριθμος 2.2: Διαδικασία καθορισμού διαμόρφωσης και ελέγχου ισχύος για μοναδική διαμόρφωση

```

/* Για κάθε φέρον του χρήστη  $\bar{u}$  */
1 foreach  $n \in \mathcal{C}_{\bar{u}}$  do /*  $\mathcal{C}_{\bar{u}} = \{n \in \mathcal{N} : C_{\bar{u},n,\bar{k}} = 1\}$  */
    /* Επίλυση του γραμμικού συστήματος (2.10) για επίπεδο
       διαμόρφωσης  $\hat{b}$  */
2  $\mathbf{p}(n) \leftarrow (\mathbf{I} - \mathbf{D}(n)\mathbf{F}(n))^{-1} \mathbf{v}(n)$ 
3 if  $(\mathbf{p}(n) \neq \emptyset) \wedge (\mathbf{p}(n) \geq 0)$  then
    /*  $\mathbf{p}(n) \geq 0 \Leftrightarrow p_i(n) \geq 0, \forall i \in \{1, \dots, \kappa\}$  */
    /* Ενημέρωση της μήτρας  $\mathbf{B}$  */
4  $b_{n,\bar{k}} \leftarrow \hat{b}$ 
    /* Ενημέρωση της μήτρας  $\mathbf{P}$  */
5 foreach  $i \in \{1, \dots, \kappa\}$  do
6      $P_{n,k_i} \leftarrow p_i(n)$ 
    /* Έλεγχος του περιορισμού ισχύος (2.3) */
7     if  $\sum_{n=1}^N P_{n,k_i} > P_{BS}^{max}$  then
8          $\perp$  Απόρριψη του χρήστη  $\bar{u}$ 
9 else
10  $\perp$  Απόρριψη του χρήστη  $\bar{u}$ 

```

Προσαρμοστική διαμόρφωση

Στην περίπτωση της προσαρμοστικής διαμόρφωσης, σε συνδυασμό και με τη διαδικασία καθορισμού του πλήθους φερόντων, όπως αυτή περιγράφηκε προηγούμενα, είναι σαφές ότι η διαχείριση πόρων μπορεί να επιλέξει να αυξήσει τη διαμόρφωση ενός φέροντος καλής ποιότητας καναλιού κατά δύο bits ανά σύμβολο και να αποδεσμεύσει έτσι δύο φέροντα τα οποία αν και έχουν εκχωρηθεί στο χρήστη δεν είναι συμφέρον να διαμορφωθούν από την άποψη της καταναλισκόμενης ισχύος, λόγω χαμηλής ποιότητας καναλιού.

Ακολουθεί η αλγοριθμική περιγραφή (Αλγ. 2.3) της διαδικασίας καθορισμού διαμόρφωσης και ελέγχου ισχύος στην περίπτωση που έχουμε προσαρμοστική διαμόρφωση και πραγματοποιείται ανακατανομή των πόρων της κυψέλης. Ο αλγόριθμος είναι βασισμένος στο σκεπτικό ότι, έως ότου επιτευχθεί ο αιτούμενος ρυθμός δεδομένων, θα αυξάνεται η διαμόρφωση των φερόντων που έχουν εκχωρηθεί στο χρήστη. Επειδή σκοπός είναι να ελαχιστοποιηθεί η συνολικά εκπεμπόμενη ισχύς, αυξάνεται

η διαμόρφωση του φέροντος εκείνου που απαιτεί τη μικρότερη αύξηση στη συνολικά εκπεμπόμενη ισχύ.

Για κάθε φέρον που έχει εκχωρηθεί στο χρήστη u , ανήκει δηλαδή στο σύνολο των φερόντων που έχουν εκχωρηθεί στο χρήστη, συμβολικά $C_u = \{n \in \mathcal{N} : C_{u,n,\bar{k}} = 1\}$, υπολογίζεται η αύξηση στην ισχύ που απαιτείται για την αντίστοιχη αύξηση της διαμόρφωσης κατά δύο bits ανά σύμβολο. Όπως έχει ήδη σημειωθεί, οι διαθέσιμες διαμορφώσεις υποτίθενται τετραγωνικές M -QAM, με το M να είναι κάποια δύναμη του 4. Αυτό έχει σαν αποτέλεσμα το επίπεδο διαμόρφωσης b να αυξάνεται με βήμα 2, μέχρι μια μέγιστη τιμή b_{max} . Αν το φέρον έχει ήδη λάβει το μέγιστο επίπεδο διαμόρφωσης, τότε δεν είναι εφικτή περαιτέρω αύξηση. Αξίζει να σημειωθεί ότι οι μεταβάσεις ανάμεσα στα διαφορετικά επίπεδα διαμόρφωσης είναι ισοδύναμες. Με αυτό εννοείται ότι η μετάβαση από την κατάσταση όπου το φέρον παραμένει αδιαμόρφωτο ($b = 0$) προς την QPSK ($b = 2$) είναι ισοδύναμη με τη μετάβαση από QPSK σε 16-QAM ($b = 4$) και τη μετάβαση 16-QAM σε 64-QAM ($b = 6$). Αυτό δε συμβαίνει στην περίπτωση που συμπεριληφθούν και διαμορφώσεις μη τετραγωνικές, με χαρακτηριστικότερο παράδειγμα τη διαμόρφωση BPSK ($b = 1$).

Για την εφαρμογή του ελέγχου ισχύος, απαιτείται να υπάρχει λύση του συστήματος (2.10) και η λύση αυτή να είναι μη αρνητική, δηλαδή κάθε στοιχείο του διανύσματος \mathbf{p} να είναι μη αρνητικό. Στην περίπτωση που αυτό δε συμβαίνει, τότε δεν είναι εφικτή η αύξηση του επιπέδου διαμόρφωσης. Στην περίπτωση που σε κανένα φέρον δεν είναι δυνατή η αύξηση του επιπέδου διαμόρφωσης ενώ δεν έχει καλυφθεί η απαίτηση του χρήστη σε ρυθμό, τότε ο χρήστης \bar{u} δε μπορεί να εξυπηρετηθεί από το σύστημα. Για το λόγο αυτό, ο νέος χρήστης \bar{u} που αιτείται εξυπηρέτησης, θα πρέπει να απορριφθεί από τον CAC και ως εκ τούτου η κατανομή των πόρων στο δίκτυο δε θα υποστεί καμία μεταβολή.

Αν υπάρχουν εφικτές λύσεις, τότε από το σύνολο αυτών των λύσεων επιλέγεται εκείνη που οδηγεί στην ελάχιστη αύξηση της ισχύος. Κατόπιν ενημερώνεται η μήτρα εκχώρησης διαμόρφωσης \mathbf{B} και η μήτρα εκχώρησης ισχύος \mathbf{P} . Ενδέχεται η διαδικασία καθορισμού διαμόρφωσης να αφήσει κάποια φέροντα αδιαμόρφωτα, δηλαδή θα υπάρχουν φέροντα τα οποία έχουν μεν εκχωρηθεί σε κάποιο χρήστη αλλά εντέλει δεν φορτώνονται. Θα πρέπει επομένως να ενημερωθεί και η μήτρα εκχώρησης φερόντων \mathbf{C} για τη νέα κατάσταση.

Με την ολοκλήρωση της διαδικασίας ελέγχου ισχύος θα πρέπει να ελεγχθεί και η ισχύς του περιορισμού (2.3). Αν η αποδοχή του νέου χρήστη απαιτεί την κατανάλωση ισχύος από κάποια κυψέλη, η οποία να υπερβαίνει τη διαθέσιμη ισχύ, τότε ο χρήστης \bar{u} θα πρέπει να απορριφθεί.

Στην περίπτωση της προσαρμοστικής διαμόρφωσης χωρίς ανακατανομή πόρων, ο αλγόριθμος που εφαρμόζεται είναι ίδιος με τη διαφορά ότι δεν εκτελείται ο εξωτερικός βρόχος (Γρ. 1) ενώ ο εσωτερικός βρόχος (Γρ. 2) εκτελείται μόνο για το χρήστη \bar{u} που αιτείται πρόσβασης, δηλαδή για $u = \bar{u}$.

Αλγόριθμος 2.3: Διαδικασία καθορισμού διαμόρφωσης και ελέγχου ισχύος για προσαρμοστική διαμόρφωση

```

1  foreach  $u \in \mathcal{U}_{\bar{k}}$  do
2    while  $oR_u < R_u$  do
3      foreach  $n \in \mathcal{C}_u$  do
4        if  $b_{n,\bar{k}} < b_{max}$  then
5          /* Επίλυση του γραμμικού συστήματος (2.10) για
6             επίπεδο διαμόρφωσης  $b_{n,\bar{k}}$  */
7           $\mathbf{p}(n) \leftarrow (\mathbf{I} - \mathbf{D}(n)\mathbf{F}(n))^{-1} \mathbf{v}(n)$ 
8          /* Αύξηση του επιπέδου διαμόρφωσης για το  $n$  */
9           $b_{n,\bar{k}}^{new} \leftarrow b_{n,\bar{k}} + 2$ 
10         /* Επίλυση του γραμμικού συστήματος (2.10) για το
11            νέο επίπεδο διαμόρφωσης  $b_{n,\bar{k}}^{new}$  */
12          $\mathbf{p}_{new}(n) \leftarrow (\mathbf{I} - \mathbf{D}_{new}(n)\mathbf{F}(n))^{-1} \mathbf{v}_{new}(n)$ 
13         /* Έλεγχος αν η λύση είναι αποδεκτή */
14         if  $(\mathbf{p}_{new}(n) \neq \emptyset) \wedge (\mathbf{p}_{new}(n) \geq 0)$  then
15            $F_n \leftarrow \mathbf{true}$ 
16           /* Αν ναι, υπολογίζεται η συνολική επιπλέον
17              ισχύς που απαιτεί η νέα διαμόρφωση */
18            $\Delta P(n) \leftarrow \sum_{i=1}^{\kappa} p_i^{new}(n) - \sum_{i=1}^{\kappa} p_i(n)$ 
19         else
20            $F_n \leftarrow \mathbf{false}$ 
21         else
22            $F_n \leftarrow \mathbf{false}$ 
23         if  $\{n \in \mathcal{C}_u : F_n\} = \emptyset$  then
24           Απόρριψη του χρήστη  $\bar{u}$ 
25         else
26           /* Αύξηση της διαμόρφωσης στο φέρον που απαιτεί την
27              ελάχιστη αύξηση ισχύος */
28            $m \leftarrow \arg \min_{\{n \in \mathcal{C}_u : F_n\}} \Delta P(n)$ 
29            $b_{m,\bar{k}} \leftarrow b_{m,\bar{k}}^{new}$ 
30           foreach  $i \in \{1, \dots, \kappa\}$  do
31              $P_{m,k_i} \leftarrow p_i^{new}(m)$ 
32             if  $\sum_{n=1}^N P_{n,k_i} > P_{BS}^{max}$  then
33               Απόρριψη του χρήστη  $\bar{u}$ 

```

Ολοκληρώνοντας την παρουσίαση του πλαισίου εκχώρησης πόρων, θα πρέπει να σημειωθεί ότι όταν η αίτηση πρόσβασης κάποιου χρήστη απορρίπτεται, τότε ο χρήστης απορρίπτεται άπαξ και δεν επανέρχεται. Επιπρόσθετα, μια αίτηση που απορρίπτεται από το διαχειριστή πόρων δε γίνεται αντιληπτή από τις υπόλοιπες οντότητες του δικτύου και δε συμβαίνει καμία απολύτως αλλαγή στο δίκτυο.

2.4 Αλγόριθμοι κατανομής φερόντων

Στο σημείο αυτό, η πρώτη φάση της διαδικασίας κατανομής φερόντων, όπως περιγράφηκε στην §2.3.2, έχει καθορίσει το πλήθος φερόντων $s_{\bar{u}}$ που θα εκχωρηθούν στο νέο χρήστη \bar{u} , στην περίπτωση μη ανακατανομής φερόντων. Αντίστοιχα, στην περίπτωση που πραγματοποιείται ανακατανομή φερόντων, έχει καθοριστεί το πλήθος φερόντων s_u για κάθε χρήστη u που εξυπηρετείται από την κυψέλη \bar{k} , συμπεριλαμβανομένου του νέου χρήστη \bar{u} .

Στη συνέχεια περιγράφεται ένα πλήθος αλγορίθμων εκχώρησης φερόντων για πολυκυψελωτά OFDMA δίκτυα. Από τους αλγορίθμους που παρουσιάζονται, η σειριακή, τυχαία, συντεταγμένη και τυχαία-συντεταγμένη κατανομή ανήκουν στην κατηγορία των απλοποιημένων αλγορίθμων, όπου και δεν πραγματοποιείται ανακατανομή των πόρων. Αντίθετα, παρουσιάζεται στο τέλος του παρόντος κεφαλαίου ένας προσαρμοστικός αλγόριθμος, όπως αυτός προτείνεται στις [17, 23], καθώς και ο βέλτιστος αλγόριθμος κατανομής φερόντων, όπως προκύπτει από το Hungarian αλγόριθμο [59], οι οποίοι εφαρμόζουν ανακατανομή πόρων.

2.4.1 Σειριακή κατανομή

Ο αλγόριθμος σειριακής εκχώρησης φερόντων (Αλγ. 2.4) είναι η απλούστερη μέθοδος κατανομής φερόντων. Είναι προφανές ότι στην περίπτωση αυτή, ο αλγόριθμος στερείται ευφυΐας καθώς δεν παρέχει κανένα τρόπο αποφυγής της ομοδιαυλικής παρεμβολής. Στο νέο χρήστη \bar{u} εκχωρούνται τα πρώτα $s_{\bar{u}}$ φέροντα της κυψέλης \bar{k} που τον εξυπηρετεί.

Αλγόριθμος 2.4: Αλγόριθμος σειριακής κατανομής φερόντων

- 1 $C_{\bar{u}} \leftarrow \{C_{av}(i) : 1 \leq i \leq s_{\bar{u}}\}$
/* Ως $C_{\bar{u}}$ συμβολίζεται το σύνολο των φερόντων που θα εκχωρηθούν στο χρήστη \bar{u} */
 - /* Ως C_{av} συμβολίζεται το (διατεταγμένο) σύνολο των διαθέσιμων φερόντων της κυψέλης \bar{k} . Αρχικοποιείται ως $C_{av} \leftarrow \mathcal{N}$ */
 - 2 Εκχώρηση των $C_{\bar{u}}$ φερόντων στο χρήστη \bar{u} ($C_{\bar{u},n,\bar{k}} \leftarrow 1, \forall n \in C_{\bar{u}}$)
 - 3 $C_{av} \leftarrow C_{av} \setminus C_{\bar{u}}$
-

2.4.2 Συντεταγμένη κατανομή

Στην εργασία του Fodor [60], όπου εξετάζεται ένα σύστημα δύο κυψελών, προτείνεται και αποδεικνύεται ότι αν η πρώτη κυψέλη αποδίδει φέροντα σειριακά και η δεύτερη κυψέλη αποδίδει τα φέροντα επίσης σειριακά αλλά με αντίστροφη σειρά εκχώρησης, τότε μειώνεται η πιθανότητα οι δύο κυψέλες να χρησιμοποιούν ταυτόχρονα το ίδιο φέρον. Για ένα πολυκυψελωτό OFDMA δίκτυο, οι κυψέλες χωρίζονται σε δύο ομάδες σύμφωνα με το δείκτη τους k . Οι κυψέλες του πρώτου συνόλου εκχωρούν τα φέροντα με φορά από το φέρον 1 προς το φέρον N ενώ οι κυψέλες του δεύτερου συνόλου με την αντίστροφη σειρά, από N προς 1. Εάν η κυψέλη \bar{k} του νέου χρήστη \bar{u} ανήκει στο σύνολο των κυψελών με περιττό δείκτη, τότε ο αλγόριθμος επιλέγει τα πρώτα $s_{\bar{u}}$ φέροντα από το σύνολο των διαθέσιμων φερόντων και τα εκχωρεί στο χρήστη \bar{u} . Αντιθέτως, αν η κυψέλη \bar{k} ανήκει στο σύνολο των κυψελών με άρτιο δείκτη, τότε ο αλγόριθμος επιλέγει τα τελευταία $s_{\bar{u}}$ φέροντα, όπως φαίνεται και στον Αλγ. 2.5:

Αλγόριθμος 2.5: Αλγόριθμος συντεταγμένης κατανομής φερόντων

```

1 if odd ( $\bar{k}$ ) then
2   |  $C_{\bar{u}} \leftarrow \{C_{av}(i) : 1 \leq i \leq s_{\bar{u}}\}$ 
3 else
4   |  $C_{\bar{u}} \leftarrow \{C_{av}(i) : |C_{av}| - s_{\bar{u}} + 1 \leq i \leq |C_{av}|\}$ 
   | /* Ως  $|S|$  συμβολίζεται ο πληθάρειθος του συνόλου  $S$  */
5 Εκχώρηση των  $C_{\bar{u}}$  φερόντων στο χρήστη  $\bar{u}$ 
6  $C_{av} \leftarrow C_{av} \setminus C_{\bar{u}}$ 

```

2.4.3 Τυχαία κατανομή

Η τυχαία κατανομή φερόντων είναι μια γνωστή τεχνική η οποία έχει προταθεί ήδη από τα δίκτυα κινητής τηλεφωνίας 2ης γενιάς [61]. Αποσκοπεί κυρίως στο να διαμοιράσει ομοιόμορφα (averaging) στους χρήστες την ομοδιαυλική παρεμβολή. Ο αλγόριθμος τυχαίας κατανομής φερόντων (Αλγ. 2.6) επιλέγει τυχαία $s_{\bar{u}}$ φέροντα από το σύνολο των διαθέσιμων φερόντων και τα εκχωρεί στο χρήστη \bar{u} .

2.4.4 Τυχαία-συντεταγμένη κατανομή - Διάσπαση κυψελών

Ο προτεινόμενος αλγόριθμος (Αλγ. 2.7) συνδυάζει την τυχαία και τη συντεταγμένη κατανομή, όπως αυτές αναλύθηκαν παραπάνω, χωρίζοντας την επιφάνεια της κυψέλης σε ομόκεντρες περιοχές, κάθε μία από τις οποίες εφαρμόζει διαφορετικό αλγόριθμο κατανομής φερόντων. Στην παρούσα εξετάζεται μία περίπτωση χωρισμού

Αλγόριθμος 2.6: Αλγόριθμος τυχαίας κατανομής φερόντων

```

1  $C_{\bar{u}} \leftarrow \text{randslct}(s_{\bar{u}}, C_{av})$ 
  /* Η συνάρτηση randslct( $i, S$ ) επιλέγει τυχαία  $i$  στοιχεία από το
  σύνολο  $S$  */
2 Εκχώρηση των  $C_{\bar{u}}$  φερόντων στο χρήστη  $\bar{u}$ 
3  $C_{av} \leftarrow C_{av} \setminus C_{\bar{u}}$ 

```

της κυψέλης σε δύο περιοχές με την έσω περιοχή να εφαρμόζει τον τυχαίο αλγόριθμο εκχώρησης φερόντων ενώ η έξω περιοχή εφαρμόζει τη συντεταγμένη κατανομή. Ο BS αποφασίζει σε ποια από τις δύο περιοχές θα θεωρηθεί τοποθετημένος³ ο χρήστης με βάση το κέρδος που αντιλαμβάνεται ο χρήστης στην κεντρική συχνότητα. Αν το κέρδος αυτό είναι μεγαλύτερο από ένα προκαθορισμένο κέρδος, τότε ο χρήστης θεωρείται τοποθετημένος στην εσωτερική περιοχή άλλως ο χρήστης θεωρείται τοποθετημένος στην εξωτερική περιοχή.

Επιπρόσθετα, τα διαθέσιμα OFDM φέροντα διαιρούνται σε δύο σύνολα. Η εσωτερική περιοχή (τυχαία κατανομή φερόντων) έχει στη διάθεσή της τα φέροντα $\{1, \dots, L\}$ ενώ η εξωτερική περιοχή (συντεταγμένη κατανομή φερόντων) έχει στη διάθεσή της τα φέροντα $\{L + 1, \dots, N\}$. Για να διατηρηθεί η βασική επιλογή της καθολικής επαναχρησιμοποίησης, όταν μια περιοχή βρίσκεται σε έλλειψη διαθέσιμων φερόντων, μπορεί να χρησιμοποιήσει φέροντα της άλλης περιοχής, σύμφωνα με μια προκαθορισμένη διαδικασία, όπως αυτή περιγράφεται στον Αλγ. 2.7.

2.4.5 Προσαρμοστική κατανομή

Η ιδέα του αλγορίθμου αυτού προτάθηκε αρχικά στην εργασία των Kivanc et al. [24] ενώ στην εργασία των Pietrzyk και Janssen [17] επεκτάθηκε ώστε να εφαρμοστεί σε πολυκυψελωτά OFDMA δίκτυα. Επιδιώκοντας να εκμεταλλευτεί τη multi-user diversity⁴, ο προσαρμοστικός αλγόριθμος επανεκχωρεί όλα τα φέροντα στους χρήστες της κυψέλης \bar{k} , συμπεριλαμβανομένου του νέου χρήστη \bar{u} , σύμφωνα με το κανονικοποιημένο κέρδος καναλιού $T_{u,n,\bar{k}}$ (βλ. (2.11)).

Σύμφωνα με τον αλγόριθμο προσαρμοστικής κατανομής φερόντων (Αλγ. 2.8), οι χρήστες εναλλάσσονται κυκλικά και σε κάθε χρήστη εκχωρείται το φέρον εκείνο που εμφανίζει το μέγιστο κανονικοποιημένο κέρδος καναλιού. Η πρακτική αυτή έχει αποδειχτεί βέλτιστη υπό προϋποθέσεις στην [16]. Κατ' αυτό τον τρόπο αξιοποιείται

³Πρέπει να διευκρινιστεί στο σημείο αυτό ότι η απόφαση για το σε ποια περιοχή βρίσκεται ο χρήστης λαμβάνεται σύμφωνα με ένα κριτήριο κέρδους και όχι ένα κριτήριο απόστασης. Επομένως η τοποθέτηση του χρήστη σε μία από τις δύο περιοχές είναι λογική και όχι χωρική.

⁴Ως multi-user diversity νοείται το γεγονός ότι διαφορετικοί χρήστες εμφανίζουν διαφορετικό κέρδος στο ίδιο φέρον, εξαιτίας των φαινομένων διάδοσης.

Αλγόριθμος 2.7: Αλγόριθμος τυχαίας-συντεταγμένης κατανομής φερόντων

```

1  $\mathcal{C}_{av}^{in} \leftarrow \{n \in \mathcal{C}_{av} : 1 \leq n \leq L\}$ 
   /* Ως  $\mathcal{C}_{av}^{in}$  συμβολίζεται το (διατεταγμένο) σύνολο των διαθεσίμων
   φερόντων της εσωτερικής περιοχής */
2  $\mathcal{C}_{av}^{out} \leftarrow \{n \in \mathcal{C}_{av} : L + 1 \leq n \leq N\}$ 
   /* Ως  $\mathcal{C}_{av}^{out}$  συμβολίζεται το (διατεταγμένο) σύνολο των διαθεσίμων
   φερόντων της εξωτερικής περιοχής */
3 if  $G_{\bar{u}, N/2, \bar{k}} \geq G_{TH}$  then /* Εσωτερική Περιοχή */
4   if  $s_{\bar{u}} \leq |\mathcal{C}_{av}^{in}|$  then /* Επάρκεια Φερόντων */
5     /* Αλγόριθμος Τυχαίας Κατανομής */
6      $\mathcal{C}_{\bar{u}} \leftarrow \text{randslct}(s_{\bar{u}}, \mathcal{C}_{av}^{in})$  /* Ανεπάρκεια Φερόντων */
7   else
8      $s_{\bar{u}} \leftarrow s_{\bar{u}} - |\mathcal{C}_{av}^{in}|$  /* Δανεισμός με συντεταγμένο τρόπο */
9     if  $\text{odd}(\bar{k})$  then
10       $\mathcal{C}_{\bar{u}} \leftarrow \{\mathcal{C}_{av}^{out}(i) : |\mathcal{C}_{av}^{out}| - s_{\bar{u}} + 1 \leq i \leq |\mathcal{C}_{av}^{out}|\}$ 
11    else
12       $\mathcal{C}_{\bar{u}} \leftarrow \{\mathcal{C}_{av}^{out}(i) : 1 \leq i \leq s_{\bar{u}}\}$ 
13     $\mathcal{C}_{\bar{u}} \leftarrow \mathcal{C}_{\bar{u}} \cup \mathcal{C}_{av}^{in}$ 
14  else /* Εξωτερική Περιοχή */
15    if  $s_{\bar{u}} \leq |\mathcal{C}_{av}^{out}|$  then /* Επάρκεια Φερόντων */
16      /* Αλγόριθμος Συντεταγμένης Κατανομής */
17      if  $\text{odd}(\bar{k})$  then
18         $\mathcal{C}_{\bar{u}} \leftarrow \{\mathcal{C}_{av}^{out}(i) : 1 \leq i \leq s_{\bar{u}}\}$ 
19      else
20         $\mathcal{C}_{\bar{u}} \leftarrow \{\mathcal{C}_{av}^{out}(i) : |\mathcal{C}_{av}^{out}| - s_{\bar{u}} + 1 \leq i \leq |\mathcal{C}_{av}^{out}|\}$ 
21      else /* Ανεπάρκεια Φερόντων */
22         $s_{\bar{u}} \leftarrow s_{\bar{u}} - |\mathcal{C}_{av}^{out}|$  /* Δανεισμός με συντεταγμένο τρόπο */
23        if  $\text{odd}(\bar{k})$  then
24           $\mathcal{C}_{\bar{u}} \leftarrow \{\mathcal{C}_{av}^{in}(i) : 1 \leq i \leq s_{\bar{u}}\}$ 
25        else
26           $\mathcal{C}_{\bar{u}} \leftarrow \{\mathcal{C}_{av}^{in}(i) : |\mathcal{C}_{av}^{in}| - s_{\bar{u}} + 1 \leq i \leq |\mathcal{C}_{av}^{in}|\}$ 
27         $\mathcal{C}_{\bar{u}} \leftarrow \mathcal{C}_{\bar{u}} \cup \mathcal{C}_{av}^{out}$ 
28   $\mathcal{C}_{av} \leftarrow \mathcal{C}_{av} \setminus \mathcal{C}_{\bar{u}}$ 

```

η multi-user diversity, αφού διαφορετικοί χρήστες εμφανίζουν βέλτιστο κανονικοποιημένο κέρδος καναλιού σε διαφορετικά φέροντα και συνάμα ελαχιστοποιείται η απαιτούμενη ισχύς.

Από τις σχέσεις (2.6), (2.7) και (2.11), λαμβάνοντας υπόψη ότι $s_{u,n,k} \geq \gamma_{u,n,k}$, προκύπτει ότι:

$$T_{u,n,k} P_{n,k} \geq 2^{b_{n,k}} - 1 \quad (2.18)$$

Είναι σαφές ότι για δεδομένο επίπεδο διαμόρφωσης $b_{n,k}$, η επιλογή του μέγιστου κανονικοποιημένου κέρδους καναλιού $T_{u,n,k}$ οδηγεί σε ελαχιστοποίηση της απαιτούμενης ισχύος $P_{n,k}$.

Αλγόριθμος 2.8: Αλγόριθμος προσαρμοστικής κατανομής φερόντων

```

1  $\mathcal{C}_{av} \leftarrow \mathcal{N}$ 
2  $\mathcal{C}_u \leftarrow \emptyset, \forall u \in \mathcal{U}_{\bar{k}}$ 
3 while  $\sum_{u \in \mathcal{U}_{\bar{k}}} (s_u - |\mathcal{C}_u|) > 0$  do
4    $\hat{\mathcal{U}} \leftarrow \{u \in \mathcal{U}_{\bar{k}} : s_u > |\mathcal{C}_u|\}$ 
5   for  $i = 1$  to  $|\hat{\mathcal{U}}|$  do
6      $u \leftarrow \hat{\mathcal{U}}(i)$ 
7      $m = \arg \max_{n \in \mathcal{C}_{av}} T_{u,n,\bar{k}}$ 
8      $\mathcal{C}_u \leftarrow \mathcal{C}_u \cup \{m\}$ 
9      $\mathcal{C}_{av} \leftarrow \mathcal{C}_{av} \setminus \{m\}$ 

```

10 Εκχώρηση των \mathcal{C}_u φερόντων σε κάθε χρήστη u της κυψέλης \bar{k}

2.4.6 Βέλτιστη κατανομή

Υποθέτοντας ότι έχει καθοριστεί το πλήθος των φερόντων s_u για κάθε χρήστη μιας κυψέλης \bar{k} , μέσω του Αλγ. 2.1 που περιγράφηκε προηγουμένα, τότε η ανάθεση των φερόντων στους χρήστες ανάγεται στο πρόβλημα εκχώρησης (assignment problem). Το πρόβλημα εκχώρησης μπορεί να επιλυθεί βέλτιστα χρήση του Hungarian αλγορίθμου, όπως περιγράφηκε αρχικά από τον Kuhn [59] και βελτιώθηκε από τον Munkres [62], με αποτέλεσμα η πολυπλοκότητα του αλγορίθμου να είναι τελικά $\mathcal{O}(n^3)$, όπου n το μέγεθος της εισόδου.

Το πρόβλημα εκχώρησης περιγράφεται ως εξής: Έστω μία $n \times n$ μήτρα η οποία παριστάνει το κόστος για κάθε έναν από τους n εργάτες να πραγματοποιήσει κάποια από τις n εργασίες. Το πρόβλημα εκχώρησης συνίσταται στην προσπάθεια να ανατεθούν οι εργασίες στους εργάτες ώστε να ελαχιστοποιηθεί το συνολικό κόστος που θα επιβαρυνθεί ο εργοδότης. Κάθε εργάτης εκτελεί μία μόνο εργασία ενώ κάθε εργασία εκτελείται από ένα μόνον εργάτη.

Το σκεπτικό αυτό μπορεί να προσαρμοστεί ώστε να μπορεί άμεσα να εφαρμοστεί στη διαδικασία εκχώρησης φερόντων σε OFDMA δίκτυα. Επειδή σε κάθε χρήστη θα πρέπει να εκχωρηθούν περισσότερα του ενός φέροντα, δεν υπάρχει μία σχέση “1-1” μεταξύ χρηστών και φερόντων. Για να υπάρξει μία τέτοια σχέση επινοείται η έννοια της κενής θέσης φέροντος. Έτσι, ένας χρήστης που αιτείται s_u φέροντα θεωρούμε ότι έχει s_u κενές θέσεις να καλύψει. Έτσι δημιουργείται μία “1-1” αντιστοιχία μεταξύ φερόντων και κενών θέσεων καθώς ένα φέρον μπορεί να εκχωρηθεί σε μία κενή θέση (ή ακόμα και να μην εκχωρηθεί) ενώ μία κενή θέση καλύπτεται υποχρεωτικά από ένα μόνον φέρον.

Για τον ορισμό της μήτρας κόστους $\bar{\mathbf{P}} = [\bar{P}_{m,n}]$, θεωρούμε ότι οι χρήστες της υπό μελέτη κυψέλης \bar{k} απαιτούν συνολικά $M = \sum_{u \in \mathcal{U}_{\bar{k}}} s_u$ φέροντα. Υπάρχουν επομένως M κενές θέσεις, οι οποίες θα καλυφθούν από τα συνολικά N φέροντα. Υποθέτουμε εδώ ότι $M \leq N$, μιας και σχετική μέριμνα έχει ληφθεί νωρίτερα (βλ. Αλγ. 2.1). Κάθε στοιχείο της μήτρας κόστους ορίζεται ως

$$\bar{P}_{m,n} = \frac{2^{\frac{R_u}{s_u \Delta f}} - 1}{T_{u,n,\bar{k}}}, \quad m \in \{1, \dots, M\}, \quad n \in \{1, \dots, N\}$$

όπου με $u = u_m$ συμβολίζεται ο χρήστης που κατέχει την κενή θέση m . Κάθε στοιχείο της μήτρας κόστους εκφράζει τη μέση ισχύ που απαιτείται για τη χρήση του φέροντος n .

Ο Hungarian αλγόριθμος λαμβάνει ως είσοδο τη μήτρα κόστους και επιστρέφει μία μήτρα εκχώρησης, από την οποία προκύπτουν τα σύνολο εκχώρησης \mathcal{C}_u για κάθε χρήστη της κυψέλης. Αυτό που επιτυγχάνει ο αλγόριθμος είναι να ελαχιστοποιήσει τη συνολική μέση εκπεμπόμενη ισχύ του σταθμού βάσης \bar{k} , ήτοι

$$\bar{P}_{\bar{k}} = \min_{\mathcal{C}_u} \sum_{u \in \mathcal{U}_{\bar{k}}} \sum_{n \in \mathcal{C}_u} \frac{2^{\frac{R_u}{s_u \Delta f}} - 1}{T_{u,n,\bar{k}}}$$

Μία ενδιαφέρουσα βήμα-προς-βήμα περιγραφή του Hungarian αλγορίθμου μπορεί να βρεθεί στο [63].

2.5 Προσομοίωση δικτύου OFDMA

Στη συνέχεια του παρόντος κεφαλαίου θα παρουσιαστούν και θα αναλυθούν τα αποτελέσματα της προσομοίωσης για τους αλγορίθμους διαχείρισης ασυρμάτων πόρων, όπως αυτά παρουσιάστηκαν σε τρεις δημοσιευμένες εργασίες, συγκεκριμένα στις [55–57].

2.5.1 Αλγόριθμοι εκχώρησης φερόντων χωρίς CSI

Στην εργασία [55] παρουσιάστηκαν οι τέσσερις απλοποιημένοι αλγόριθμοι, που δεν απαιτούν γνώση των συνθηκών του καναλιού για την εκχώρηση των φερόντων. Οι αλγόριθμοι αυτοί είναι ο σειριακός (seq), ο συντεταγμένος (coord), ο τυχαίος (rand) και ο τυχαίος-συντεταγμένος αλγόριθμος (r-c). Επίσης, στην προσέγγιση αυτή εξετάζεται μονάχα το σενάριο της μοναδικής διαμόρφωσης. Σκοπός είναι η παρουσίαση μιας συνολικής λύσης διαχείρισης ασυρμάτων πόρων για πολυκυψελωτά OFDMA δίκτυα, η οποία να εμφανίζει την ελάχιστη δυνατή πολυπλοκότητα.

Περιγραφή του δικτύου

Στον Πιν. 2.1 παρουσιάζονται οι παράμετροι ενός OFDMA δικτύου, από το οποίο προέκυψαν τα αποτελέσματα που θα ακολουθήσουν.

Τα αποτελέσματα που ακολουθούν έχουν προκύψει μέσω Monte Carlo προσομοιώσεων [65], 250 επαναλήψεων εκάστη. Κάθε επανάληψη τερματίζεται όταν το πλήθος των χρηστών που έχουν απορριφθεί U_r , ξεπερνά το πλήθος των χρηστών που έχουν γίνει αποδεκτοί U_a κατά εκατό, δηλαδή $U_r - U_a > 100$. Σε κάθε επανάληψη, οι χρήστες τοποθετούνται στη γεωγραφική περιοχή του δικτύου κατά τυχαίο τρόπο ενώ επίσης τυχαία επιλέγουν και το ρυθμό δεδομένων που αιτούνται από το σύστημα, μέσα από το σύνολο των κλάσεων υπηρεσίας.

Αποτελέσματα προσομοίωσης

Αρχικά παρουσιάζονται τα αποτελέσματα που αφορούν μονάχα στην κεντρική κυψέλη του συστήματος, καθώς η ανάλυση των αποτελεσμάτων της κεντρικής κυψέλης είναι ενδεικτική λόγω των ρεαλιστικών επιπέδων παρεμβολής.

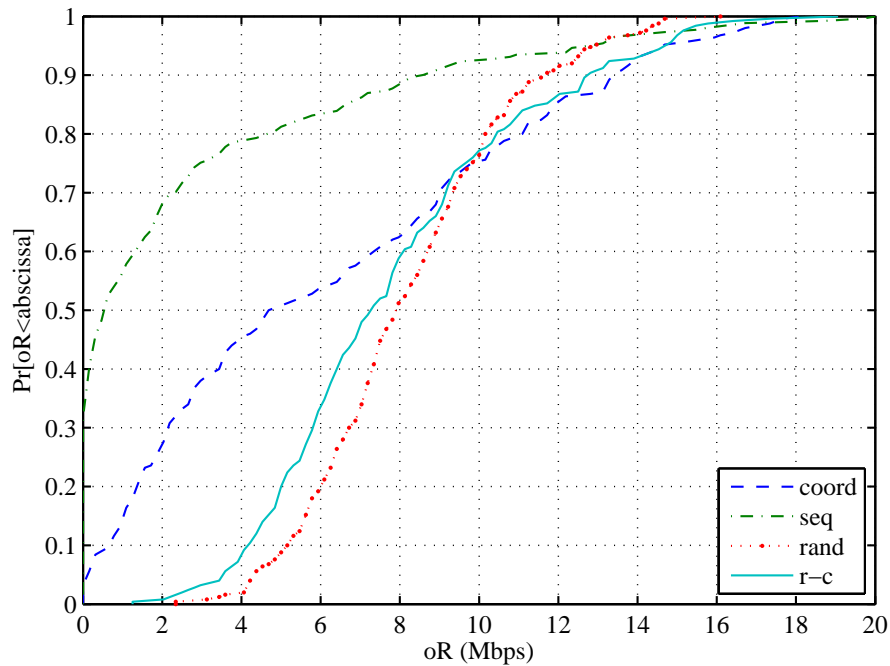
Το Σχ. 2.2 δείχνει ότι η κεντρική κυψέλη είναι σε θέση να παρέχει στους χρήστες μέχρι 20Mbps. Η σειριακή κατανομή φερόντων εμφανίζει τη χειρότερη επίδοση μεταξύ όλων των αλγορίθμων, ένα αποτέλεσμα το οποίο είναι μάλλον αναμενόμενο. Η τυχαία κατανομή είναι καλύτερη σε σχέση με τον τυχαία-συντεταγμένη κατανομή στο 75% των περιπτώσεων, παρέχοντας αυξημένο ρυθμό δεδομένων κατά περίπου 0.3Mbps στο 50% των περιπτώσεων. Καθώς η σειριακή και συντεταγμένη κατανομή (coord) αποδίδουν σειριακά τα φέροντα, αν τα πρώτα προς εκχώρηση φέροντα είναι χαμηλής ποιότητας και ο αλγόριθμος δεν καταφέρει να τα εκχωρήσει επιτυχώς σε κάποιο χρήστη, τότε κανένα από τα διαθέσιμα φέροντα δε θα μπορέσει να εκχωρηθεί, πράγμα το οποίο είναι εξαιρετικό μειονέκτημα των αλγορίθμων αυτών.

Στο Σχ. 2.3 παρατηρούμε κατ' αρχήν ότι η εκπεμπόμενη ισχύς της κεντρικής κυψέλης δεν υπερβαίνει τη μέγιστη διαθέσιμη ισχύ του σταθμού βάσης (43dBm). Επιπρόσθετα, η σειριακή κατανομή απαιτεί συνολικά τη χαμηλότερη ισχύ. Αυτό οφείλεται κατά κύριο λόγο στο γεγονός ότι η σειριακή κατανομή κατορθώνει να

Πίνακας 2.1: Παράμετροι προσομοιούμενου δικτύου OFDMA

Πλήθος κυψελών	$K = 19$
Ακτίνα κυψελών	$R = 530 \text{ m}$
Κεντρική συχνότητα	$f_c = 2.5 \text{ GHz}$
Διαθέσιμο εύρος ζώνης	$BW = 10 \text{ MHz}$
Πλήθος OFDM φερόντων	$N = 128$
Απόσταση φερόντων	$\Delta f = 78.125 \text{ kHz}$
Διαμόρφωση	QPSK ($b = 2 \frac{\text{bits}}{\text{symbol}}$)
Κλάσεις υπηρεσίας ρυθμού δεδομένων	$\{64, 128, 256, 512, 1024\} \text{ kbps}$
Ρυθμός εσφαλμένων συμβόλων	$Pe = 10^{-5}$
Μέγιστη ισχύς εκπομπής του BS	$P_{BS}^{max} = 43 \text{ dBm}$
Κέρδος κεραίας BS	$G_{BS}^{Tx} = 15 \text{ dBi}$; Ομοιοκατευθυντική
Κέρδος κεραίας χρήστη	$G_{MS}^{Rx} = -1 \text{ dBi}$; Ομοιοκατευθυντική
Μοντέλο διάδοσης	COST-Hata-Model [64]
Ύψος κεραίας BS	$h_{BS} = 32 \text{ m}$
Ύψος κεραίας χρήστη	$h_{MS} = 1.5 \text{ m}$
Συντελεστής σκίασης	$\sigma_{shadowing} = 8 \text{ dB}$
Συντελεστής θορύβου χρήστη	$F_{MS}^{Rx} = 7 \text{ dB}$
Φασματική πυκνότητα ισχύος θορύβου	$N_0 = -174 \frac{\text{dBm}}{\text{Hz}}$
Κατώφλι κέρδους ^a	$G_{TH} = -106.5 \text{ dB}$
Πλήθος φερόντων εσωτερικής περιοχής	$L = 64$

^aΤο κατώφλι κέρδους υπολογίζεται ως το κέρδος καναλιού στην κεντρική συχνότητα f_c , παραβλέποντας τη σκίαση, σε μια απόσταση ίση με το ήμισυ της ακτίνας της κυψέλης.

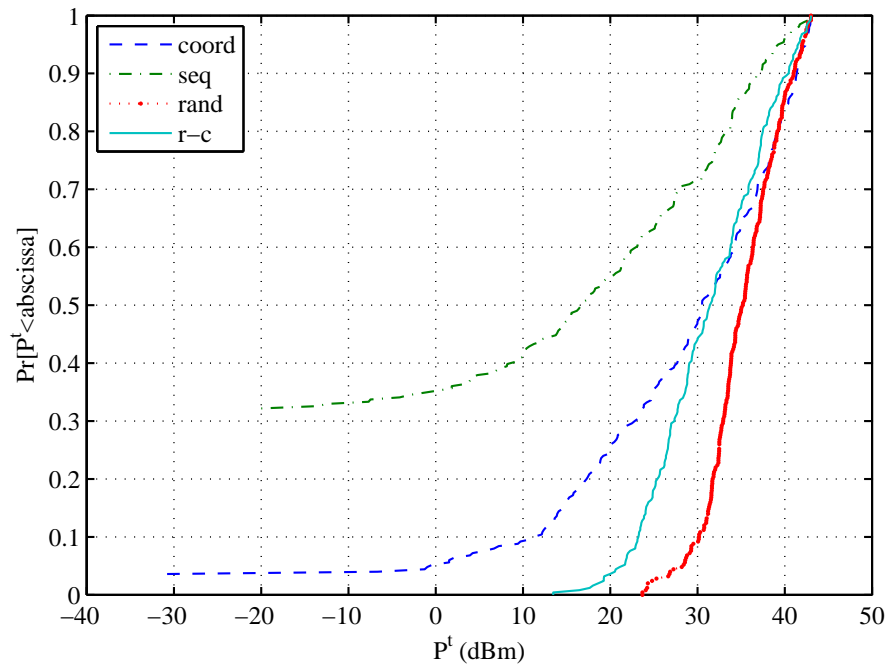


Σχήμα 2.2: Αθροιστική συνάρτηση κατανομής του ρυθμού δεδομένων της κεντρικής κυψέλης

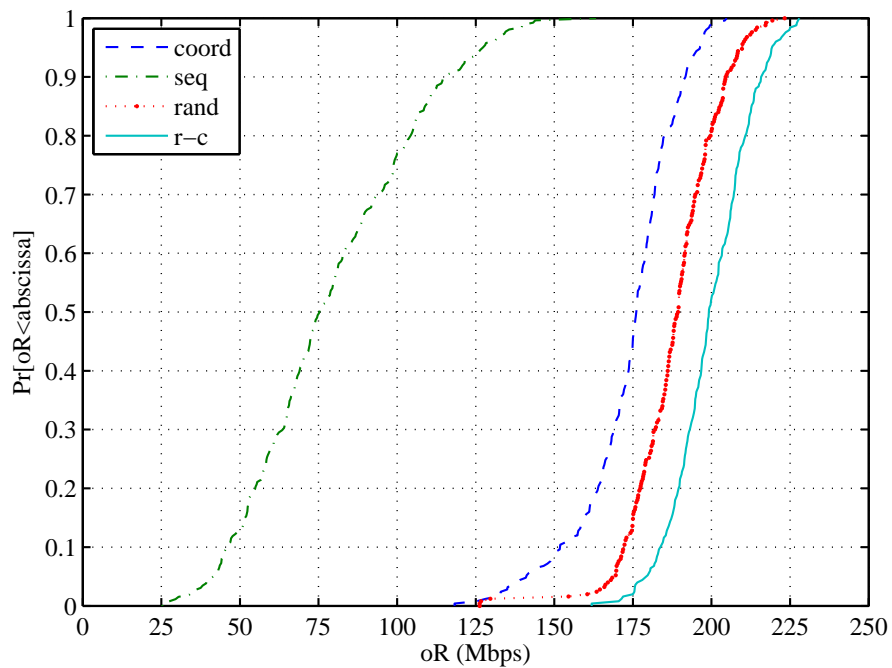
εξυπηρετήσει μικρότερο πλήθος χρηστών και μικρότερο ρυθμό δεδομένων. Η συντεταγμένη κατανομή απαιτεί χαμηλότερη ισχύ σε σχέση με την τυχαία κατανομή (περίπου 4dB στο 50% των περιπτώσεων), παρά το γεγονός ότι η επίδοσή τους είναι συγκρίσιμη.

Στο Σχ. 2.4 εικονίζεται ο συνολικός ρυθμός δεδομένων για τους τέσσερις αλγόριθμους εκχώρησης φερόντων στο δίκτυο των 19 κυψελών. Η επίδοση του σειριακού αλγόριθμου είναι σαφώς χειρότερη σε σύγκριση με όλους τους άλλους αλγόριθμους. Ο συντεταγμένος αλγόριθμος σχεδόν τριπλασιάζει την επίδοση σε σχέση με τον σειριακό αλγόριθμο, προσφέροντας συνολικό ρυθμό δεδομένων 175Mbps (στο 50% των περιπτώσεων). Ο τυχαίος αλγόριθμος ξεπερνά την επίδοση του συντεταγμένου κατά 14.5Mbps (50%). Επιπρόσθετα, ο τυχαίος-συντεταγμένος αλγόριθμος ξεπερνά την επίδοση του τυχαίου αλγόριθμου και προσφέρει ρυθμό δεδομένων αυξημένο κατά περίπου 11.5Mbps. Σε συνδυασμό με το Σχ. 2.5, όπου απεικονίζεται η συνολική εκπεμπόμενη ισχύς από όλους τους σταθμούς βάσης του δικτύου, καθίσταται σαφές ότι ο τυχαίος-συντεταγμένος αλγόριθμος απαιτεί χαμηλότερη ισχύ σε σχέση με τον τυχαίο αλγόριθμο. Θα μπορούσε επομένως να σημειωθεί ότι ο τυχαίος-συντεταγμένος αλγόριθμος οδηγεί στην καλύτερη επίδοση σε σχέση με τους υπολοίπους αλγόριθμους που εξετάστηκαν με βάση το σενάριο που περιγράφεται εδώ.

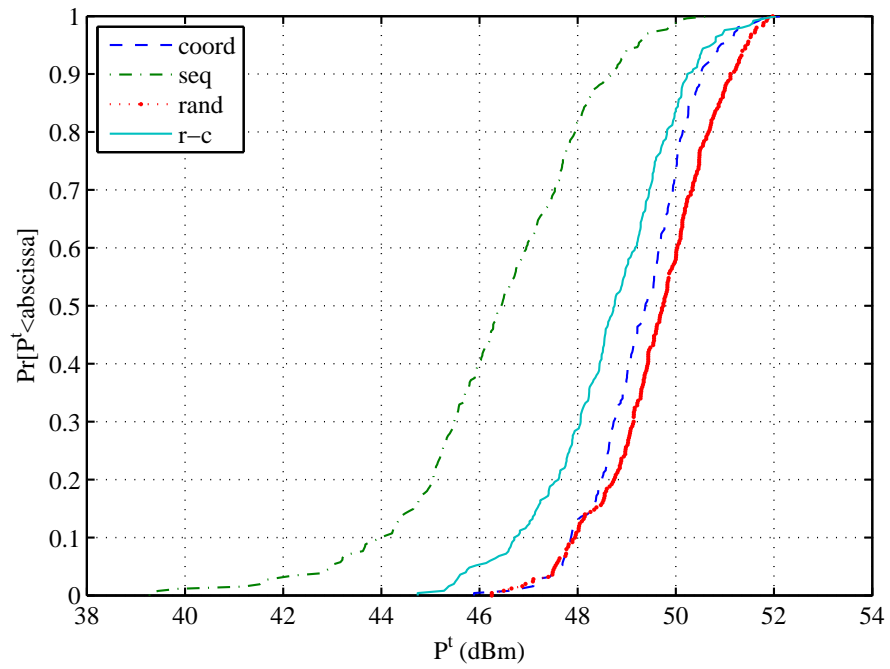
Το Σχ. 2.6 δείχνει ότι το πλήθος των χρηστών που εξυπηρετούνται φθίνει καθώς



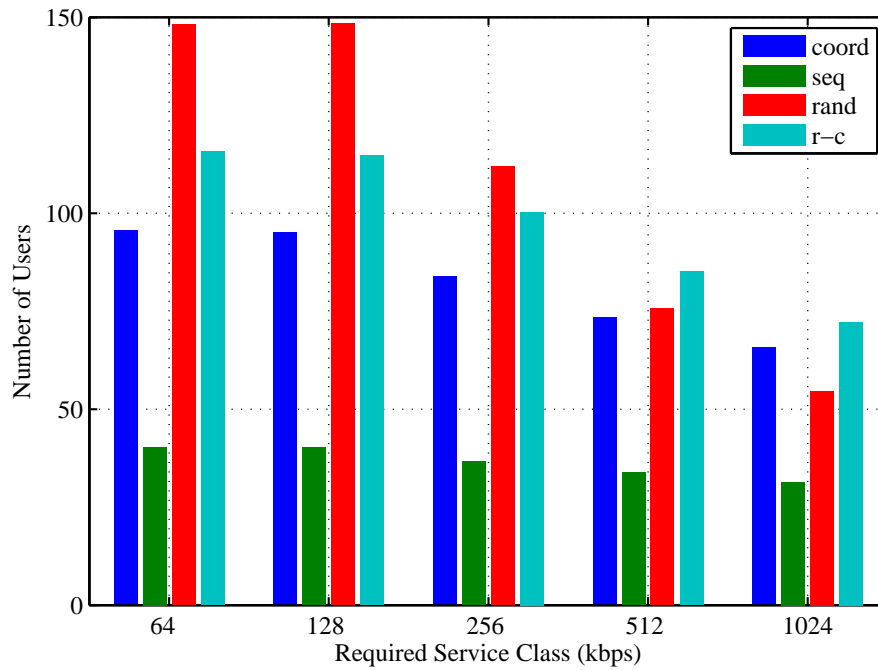
Σχήμα 2.3: Αθροιστική συνάρτηση κατανομής της απαιτούμενης ισχύος της κεντρικής κυψέλης



Σχήμα 2.4: Αθροιστική συνάρτηση κατανομής του ρυθμού δεδομένων του δικτύου



Σχήμα 2.5: Αθροιστική συνάρτηση κατανομής της απαιτούμενης ισχύος του δικτύου



Σχήμα 2.6: Πλήθος χρηστών ανά κλάση υπηρεσίας

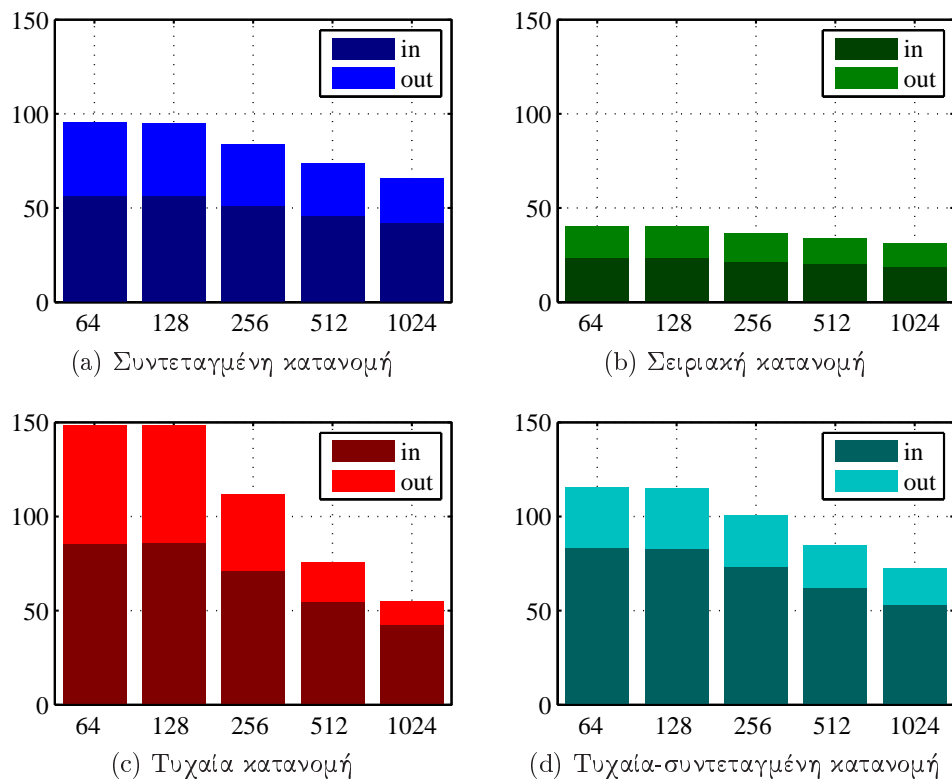
αυξάνει ο απαιτούμενος ρυθμός δεδομένων της υπηρεσίας. Το φαινόμενο αιτιολογείται εύκολα αφού, καθώς αυξάνει ο ρυθμός δεδομένων, περισσότερα φέροντα θα πρέπει να εκχωρηθούν στο χρήστη. Επίσης, καθώς η διαμόρφωση είναι μη ελαστική (μοναδικό επίπεδο διαμόρφωσης), όλα τα φέροντα που εκχωρούνται στους χρήστες θα πρέπει να φορτωθούν με το δεδομένο επίπεδο διαμόρφωσης ώστε να μπορέσει να υποστηριχθεί η αιτούμενη κλάση υπηρεσίας. Ως εκ τούτου, η διαδικασία καθορισμού διαμόρφωσης και ελέγχου ισχύος γίνεται όλο και πιο δύσκολο να διαχειριστεί ένα αυξανόμενο πλήθος φερόντων και τελικώς αδύνατο.

Επίσης, αξίζει να σημειωθούν ορισμένες ακόμα παρατηρήσεις:

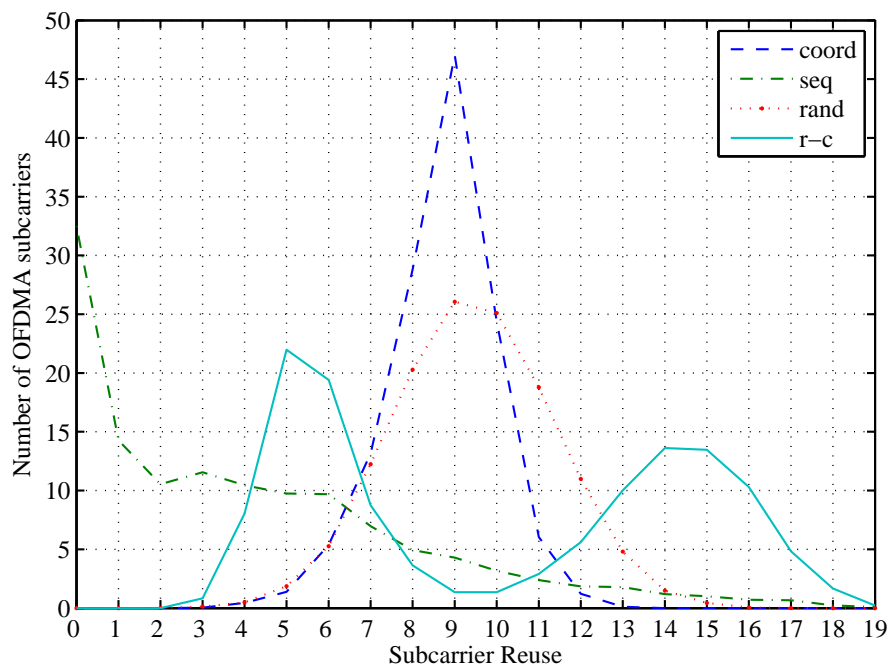
- Ο σειριακός αλγόριθμος, όπως ήδη αναφέρθηκε, εμφανίζει τη χειρότερη επίδοση σε σύγκριση με όλους τους αλγορίθμους.
- Ο τυχαίος αλγόριθμος εμφανίζει καλύτερη επίδοση για κλάσεις υπηρεσίας έως και 512kbps σε σύγκριση με το συντεταγμένο αλγόριθμο.
- Ο συντεταγμένος αλγόριθμος είναι καλύτερος από τον τυχαίο για την κλάση υπηρεσίας 1024kbps.
- Ο τυχαίος-συντεταγμένος αλγόριθμος κληρονομεί από τον τυχαίο αλγόριθμο την καλή επίδοση για χαμηλό ρυθμό δεδομένων (ελαφρώς χειρότερος) και από τον συντεταγμένο την καλή επίδοση για μεγαλύτερο ρυθμό δεδομένων (ελαφρώς καλύτερος).

Στο Σχ. 2.7 περιέχονται τέσσερα διαγράμματα, κάθε ένα από τα οποία απεικονίζει το συνολικό αριθμό χρηστών στο δίκτυο ως προς την αιτούμενη κλάση υπηρεσίας. Αξίζει να σημειωθεί ότι ο τυχαίος-συντεταγμένος αλγόριθμος (Σχ. 2.7d) προσφέρει χαμηλή διακύμανση στο πλήθος των εξυπηρετούμενων χρηστών ανά διαφορετική κλάση υπηρεσίας. Αυτό είναι ένα από τα μειονεκτήματα του τυχαίου αλγορίθμου (Σχ. 2.7c) αλλά επιθυμητό χαρακτηριστικό του συντεταγμένου αλγορίθμου (Σχ. 2.7a).

Το Σχ. 2.8 απεικονίζει πόσες φορές χρησιμοποιείται ένα OFDM φέρον μέσα στο δίκτυο των 19 κυψελών. Εξετάζοντας τη γραμμή που αναφέρεται στο σειριακό αλγόριθμο, είναι προφανές ότι πολλά φέροντα (κατά μέσο όρο περίπου 33) παραμένουν αχρησιμοποίητα. Η γραμμή του συντεταγμένου αλγορίθμου εμφανίζει μέγιστο στο 9, δηλαδή περίπου στο μέσο, καθώς τα πρώτα φέροντα των “περιττών” κυψελών και τα τελευταία φέροντα των “άρτιων” κυψελών χρησιμοποιούνται σε κάθε περίπτωση. Ο τυχαίος αλγόριθμος φαίνεται να παρέχει ομαλότερη κατανομή των φερόντων στο δίκτυο. Αυτό οφείλεται στο γεγονός ότι η τυχαία κατανομή φερόντων κατορθώνει να διαμοιράσει ομοιόμορφα την παρεμβολή σε όλους τους χρήστες. Τελικώς, η καμπύλη του τυχαίου-συντεταγμένου αλγορίθμου αποτελείται από δύο μέρη: το



Σχήμα 2.7: Πλήθος χρηστών προς κλάσεις υπηρεσίας (kbps) : Χρήστες και υπηρεσίες για την εσωτερική και εξωτερική περιοχή



Σχήμα 2.8: Επαναχρησιμοποίηση φερόντων

πρώτο, με μέγιστο στο 5, προκύπτει από το συντεταγμένο αλγόριθμο ενώ το δεύτερο, με μέγιστο στο 14 προκύπτει από τον τυχαίο αλγόριθμο. Επιπρόσθετα, αν συγκριθεί το πρώτο αυτό τμήμα της καμπύλης του τυχαίου-συντεταγμένου αλγορίθμου με την καμπύλη του συντεταγμένου αλγορίθμου, παρατηρείται ότι η καμπύλη του συντεταγμένου αλγορίθμου έχει μετατοπιστεί προς τα αριστερά, γεγονός ενδεικτικό της υποβάθμισης της επίδοσης του αλγορίθμου. Είναι αναμενόμενο ωστόσο ότι η αποκλειστική χρήση του συντεταγμένου αλγορίθμου στην εξωτερική περιοχή της κυψέλης όπου το SINR είναι εκ των πραγμάτων μειωμένο, θα οδηγήσει στη μείωση αυτή της επίδοσης σε σχέση με την αποκλειστική χρήση του αλγορίθμου σε ολόκληρη την κυψέλη. Αντιθέτως, η αποκλειστική χρήση του τυχαίου αλγορίθμου στην εσωτερική περιοχή της κυψέλης, όπου το SINR είναι υψηλότερο, οδηγεί σε βελτίωση της επίδοσης, η οποία απεικονίζεται στο διάγραμμα αυτό με μετακίνηση της καμπύλης του τυχαίου αλγορίθμου προς τα δεξιά.

Στον Πιν. 2.2 δίδεται ο μέσος συντελεστής επαναχρησιμοποίησης για κάθε ένα από τους τέσσερις αλγορίθμους που περιγράφονται εδώ.

Καθώς ο τελικός σκοπός είναι να επιτευχθεί καθολική επαναχρησιμοποίηση (μοναδιαίος συντελεστής επαναχρησιμοποίησης), ο τυχαίος αλγόριθμος φαίνεται να είναι πλησιέστερα σ' αυτό το στόχο. Αντιθέτως, ο σειριακός αλγόριθμος εμφανίζει συνολικά τη χειρότερη επίδοση. Τέλος, ακόμα και αν ο τυχαίος-συντεταγμένος αλγόριθμος παρέχει υψηλότερη συνολική χωρητικότητα στο δίκτυο, εμφανίζει χει-

Πίνακας 2.2: Μέσος συντελεστής επαναχρησιμοποίησης

Αλγόριθμος κατανομής φερόντων	Μέσος συντελεστής επαναχρησιμοποίησης
Συντεταγμένος	2.24
Σειριακός	4.86
Τυχαίος	2.11
Τυχαίος-συντεταγμένος	2.42

ρότερο συντελεστή επαναχρησιμοποίησης σε σύγκριση με τον συντεταγμένο και τον τυχαίο αλγόριθμο. Αυτό μπορεί να αποδοθεί στο γεγονός ότι το εξώτερο τμήμα της κυψέλης, το οποίο χρησιμοποιεί το συντεταγμένο αλγόριθμο δεν κατορθώνει να αξιοποιήσει το τμήμα του φάσματος που του έχει ανατεθεί εξαιτίας του χαμηλότερου κέρδους καναλιού των χρηστών και των υψηλότερων επιπέδων παρεμβολής.

2.5.2 OFDMA τεχνικές για καθολική επαναχρησιμοποίηση συχρότητας

Στις εργασίες [56, 57] επιχειρήθηκε η εξέταση του ζητήματος από μια διαφορετική οπτική γωνία. Σε σχέση με την προηγούμενη προσέγγιση που η λειτουργία του δικτύου εξαρτούνταν άμεσα από το πλήθος των χρηστών που εξυπηρετούνται, εδώ η ανεξάρτητη μεταβλητή της ανάλυσης είναι η πιθανότητα απόρριψης ενός νέου χρήστη. Τα αποτελέσματα αφορούν τόσο στους αλγορίθμους χωρίς CSI όσο και στον προσαρμοστικό αλγόριθμο που παρουσιάστηκε προηγούμενα. Επίσης, εξετάζεται τόσο το σενάριο της μοναδικής διαμόρφωσης όσο και αυτό της προσαρμοστικής διαμόρφωσης.

Περιγραφή του δικτύου

Οι βασικές παράμετροι του OFDMA δικτύου που προσομοιώθηκε συγκεντρώνονται στον Πιν. 2.3.

Στο σύνολο των προσομοιώσεων που πραγματοποιήθηκαν, εφαρμόστηκε τόσο το σενάριο της μοναδικής διαμόρφωσης, με QPSK διαμόρφωση, όσο και το σενάριο της προσαρμοστικής διαμόρφωσης, με υποψήφιες διαμορφώσεις τις QPSK, 16-QAM και 64-QAM. Επιπρόσθετα, διακρίνονται δύο διαφορετικά σύνολα κλάσεων υπηρεσίας (service sets). Στο πρώτο σύνολο (service set 1), οι υποψήφιοι χρήστες του δικτύου επιλέγουν τυχαία τον αιτούμενο ρυθμό δεδομένων από το σύνολο $\{128, 256, 512\} \text{ kbps}$, ένα σύνολο με σχετικά χαμηλές απαιτήσεις σε ρυθμό δεδομένων. Αντίστοιχα, στο δεύτερο σύνολο (service set 2) ο ρυθμός δεδομένων επιλέγεται από το σύνολο $\{512, 1024, 2048\} \text{ kbps}$, το οποίο θεωρείται ένα σύνολο σχετικά

Πίνακας 2.3: Παράμετροι προσομοιούμενου δικτύου OFDMA

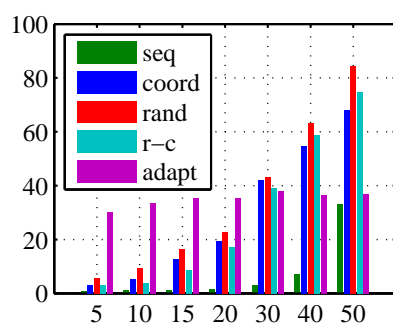
Πλήθος κυψελών	$K = 7$
Ακτίνα κυψελών	$R = 0.8 \text{ km}$
Κεντρική συχνότητα	$f_c = 2.5 \text{ GHz}$
Διαθέσιμο εύρος ζώνης	$BW = 10 \text{ MHz}$
Πλήθος OFDM φερόντων	$N = 128$
Απόσταση φερόντων	$\Delta f = 78.125 \text{ kHz}$
Ρυθμός εσφαλμένων συμβόλων	$P_e = 10^{-5}$
Μέγιστη ισχύς εκπομπής του BS	$P_{BS}^{max} = 43 \text{ dBm}$
Κέρδος κεραίας BS	$G_{BS}^{Tx} = 14 \text{ dBi}$; Ομοιοκατευθυντική
Κέρδος κεραίας χρήστη	$G_{MS}^{Rx} = -1 \text{ dBi}$; Ομοιοκατευθυντική
Μοντέλο διάδοσης	
↔ Κεντρική κυψέλη	Ray Tracing [66, 67]
↔ Λοιπές κυψέλες	COST-Hata-Model
Ύψος κεραίας BS	$h_{BS} = 15 \text{ m}$
Ύψος κεραίας χρήστη	$h_{MS} = 1.5 \text{ m}$
Συντελεστής σκίασης	$\sigma_{shadowing} = 8 \text{ dB}$
Συντελεστής θορύβου χρήστη	$F_{MS}^{Rx} = 7 \text{ dB}$
Φασματική πυκνότητα ισχύος θορύβου	$N_0 = -174 \frac{\text{dBm}}{\text{Hz}}$
Κατώφλι κέρδους ^a	$G_{TH} = -113.7 \text{ dB}$
Πλήθος φερόντων εσωτερικής περιοχής	$L = 64$

^aΤο κατώφλι κέρδους υπολογίζεται ως το κέρδος καναλιού στην κεντρική συχνότητα f_c , παραβλέποντας τη σκίαση, σε μια απόσταση ίση με το ήμισυ της ακτίνας της κυψέλης.

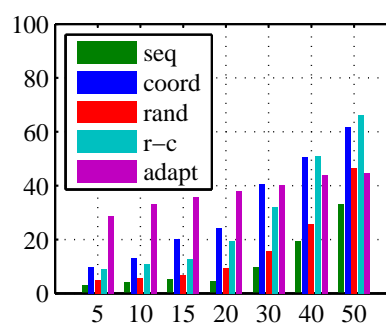
υψηλών απαιτήσεων σε ρυθμό δεδομένων. Οι χρήστες εισέρχονται στο σύστημα σειριακά και η θέση τους ακολουθεί ομοιόμορφη κατανομή ενώ ο απαιτούμενος ρυθμός δεδομένων επιλέγεται επίσης τυχαία από το εκάστοτε σύνολο κλάσεων υπηρεσίας.

Κάθε επανάληψη της διαδικασίας προσομοίωσης σταματά όταν η πιθανότητα απόρριψης φτάσει σε ένα προκαθορισμένο όριο. Η πιθανότητα απόρριψης Pr_{BI} ορίζεται ως ο λόγος του πλήθους των χρηστών που έχουν απορριφθεί προς το συνολικό αριθμό των χρηστών που έχουν αιτηθεί υπηρεσίας από το δίκτυο. Στα αποτελέσματα που ακολουθούν, εξετάζονται οι εξής πιθανότητες απόρριψης $Pr_{BI} = \{5\%, 10\%, 15\%, 20\%, 30\%, 40\%, 50\%\}$. Τα αποτελέσματα που παρουσιάζονται στην επόμενη ενότητα έχουν προκύψει ως μέσες τιμές των αντίστοιχων ποσοτήτων για 300 Monte Carlo επαναλήψεις για κάθε διαφορετικό σενάριο που εξετάστηκε.

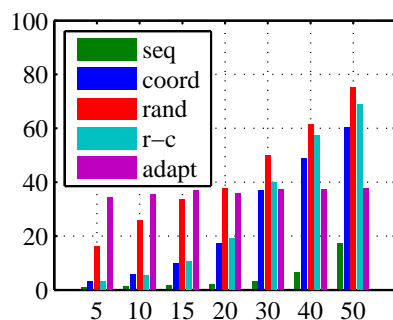
Αποτελέσματα προσομοίωσης



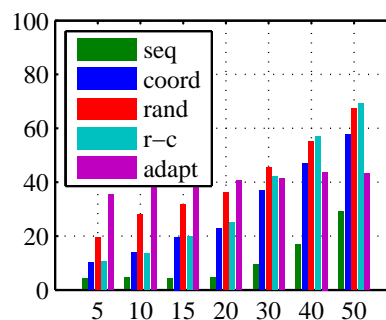
(a) Service set 1, μοναδική διαμόρφωση: QPSK



(b) Service set 2, μοναδική διαμόρφωση: QPSK

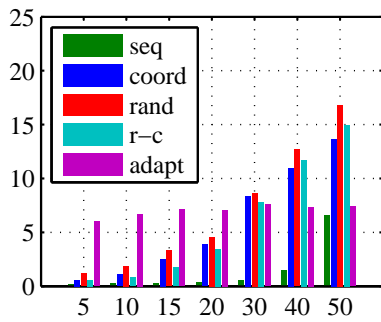


(c) Service set 1, προσαρμοστική διαμόρφωση: QPSK, 16-QAM, 64-QAM

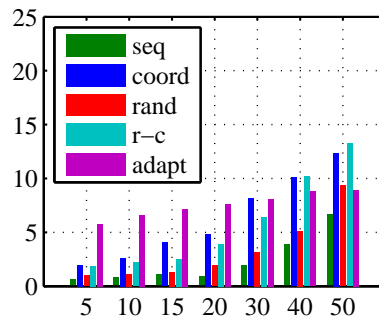


(d) Service set 2, προσαρμοστική διαμόρφωση: QPSK, 16-QAM, 64-QAM

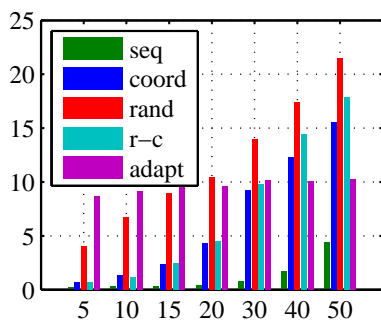
Σχήμα 2.9: Συντελεστής φόρτισης (%) κεντρικής κυψέλης προς πιθανότητα αποκλεισμού (%)



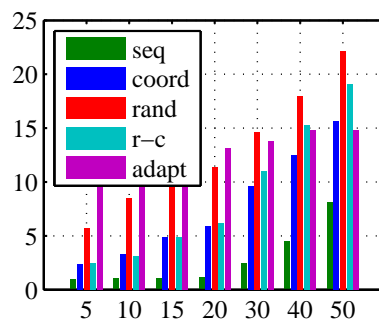
(a) Service set 1, μοναδική διαμόρφωση: QPSK



(b) Service set 2, μοναδική διαμόρφωση: QPSK



(c) Service set 1, προσαρμοστική διαμόρφωση: QPSK, 16-QAM, 64-QAM



(d) Service set 2, προσαρμοστική διαμόρφωση: QPSK, 16-QAM, 64-QAM

Σχήμα 2.10: Ρυθμός δεδομένων κάτω ζεύξης (Mbps) κεντρικής κυψέλης προς πιθανότητα αποκλεισμού (%)

Στο Σχ. 2.9 απεικονίζεται ο συντελεστής φόρτισης για την κεντρική κυψέλη του συστήματος. Ως συντελεστής φόρτισης ορίζεται ο λόγος του πλήθους των χρησιμοποιούμενων φερόντων προς το συνολικό αριθμό διαθέσιμων φερόντων της κυψέλης ($N = 128$). Επίσης, στο Σχ. 2.10 εικονίζεται ο ρυθμός δεδομένων κάτω ζεύξης της κεντρικής κυψέλης.

Εν πρώτοις, είναι σαφές ότι για χαμηλή πιθανότητα αποκλεισμού, ο προσαρμοστικός αλγόριθμος εμφανίζει καλύτερη επίδοση σε σχέση με τους άλλους τέσσερις, μη προσαρμοστικούς αλγόριθμους. Αυτό οφείλεται στο γεγονός ότι ο προσαρμοστικός αλγόριθμος λαμβάνει υπόψη την ποιότητα του καναλιού στη φάση εκχώρησης φερόντων. Επιπρόσθετα, ο προσαρμοστικός αλγόριθμος διατηρεί σταθερό συντελεστή φόρτισης παρά την αύξηση στο όριο της πιθανότητας αποκλεισμού. Συγκεκριμένα, όταν για παράδειγμα ο προσαρμοστικός αλγόριθμος φτάνει σε συντελεστή φόρτισης 35% (2.9c) ή 40% (2.9d) για 20% πιθανότητα αποκλεισμού, εξυπηρετεί σχεδόν ίσο αριθμό χρηστών χαμηλού και υψηλού ρυθμού δεδομένων. Ως εκ τούτου, ο συντελεστής φόρτισης δε βελτιώνεται περαιτέρω για μεγαλύτερη πιθανότητα αποκλεισμού καθώς ο αλγόριθμος δε μπορεί να εξυπηρετήσει περισσότερους χρήστες και ταυτόχρονα να διατηρήσει τη δικαιοσύνη μεταξύ των χρηστών. Η αξιοσημείωτη αύξηση του συντελεστή φόρτισης για τους λοιπούς, μη προσαρμοστικούς αλγόριθμους οφείλεται στη μη ισορροπημένη αποδοχή χρηστών αναφορικά με το ρυθμό δεδομένων τους. Επιπλέον, η ιδιότητα αυτή του προσαρμοστικού αλγόριθμου ευνοείται όταν οι χρήστες απαιτούν χαμηλότερους ρυθμούς δεδομένων (Service Set 1, Σχ. 2.9a και 2.10a) και ενισχύεται όταν εφαρμόζεται προσαρμοστική διαμόρφωση (Σχ. 2.9c και 2.10c). Στις περιπτώσεις αυτές, ο προσαρμοστικός αλγόριθμος εμφανίζει τη μέγιστη σταθερότητα καθώς μεταβάλλεται η πιθανότητα αποκλεισμού.

Οι τέσσερις αλγόριθμοι χαμηλής πολυπλοκότητας εμφανίζουν καλή επίδοση για σχετικά υψηλές πιθανότητες αποκλεισμού (ανάμεσα σε 15% και 30%). Συγκεκριμένα, από το Σχ. 2.10 προκύπτει ότι η απόδοσή τους θα μπορούσε να καλύψει της πρώιμες ανάγκες μιας δικτυακής υποδομής. Αυτό επιβεβαιώνεται επίσης από τον Πιν. 2.4 όπου παρουσιάζεται ο ρυθμός δεδομένων της κεντρικής κυψέλης για την πρώιμη φάση λειτουργίας μιας δικτυακής υποδομής (πιθανότητα αποκλεισμού 20%) και για τη φάση ώριμης λειτουργίας ενός δικτύου (πιθανότητα αποκλεισμού 5%). Όπως φάνηκε για την περίπτωση της μοναδικής διαμόρφωσης στα Σχ. 2.9a, 2.9b, 2.10a και 2.10b, ο συντεταγμένος και ο τυχαίος αλγόριθμος φθάνουν σε ικανοποιητικούς συντελεστές φόρτισης, ειδικά για υψηλές πιθανότητες αποκλεισμού. Η τυχαία κατανομή φαίνεται να εμφανίζει ελαφρώς καλύτερη επίδοση για το service set 1 (Σχ. 2.9a, 2.10a) σε σχέση με τη συντεταγμένη. Στον αντίποδα, ο συντεταγμένος αλγόριθμος βελτιώνει την απόδοσή του όταν εφαρμόζεται το service set 2. Από τα Σχ. 2.9b και 2.10b προκύπτει ότι για υψηλότερες απαιτήσεις σε ρυθμό δεδομένων, η συντεταγμένη κατανομή βελτιώνει την απόδοσή της σε αντίθεση με την τυχαία κατανομή η οποία υποβαθμίζεται αισθητά. Είναι σαφές ότι ο συντεταγμένος αλγό-

Πίνακας 2.4: Ρυθμός δεδομένων κεντρικής κυψέλης (Mbps)

Μοναδική διαμόρφωση (QPSK)					
Service set 1					
Pr_{Bl}	seq	coord	rand	r-c	adapt
5%	0.21	0.60	1.16	0.59	6.01
20%	0.34	3.89	4.58	3.43	7.10
Service set 2					
Pr_{Bl}	seq	coord	rand	r-c	adapt
5%	0.64	1.98	1.00	1.84	5.77
20%	0.94	4.83	1.92	3.90	7.61

Προσαρμοστική διαμόρφωση (QPSK, 16 QAM, 64 QAM)					
Service set 1					
Pr_{Bl}	seq	coord	rand	r-c	adapt
5%	0.24	0.72	4.00	0.70	8.68
20%	0.44	4.28	10.40	4.46	9.57
Service set 2					
Pr_{Bl}	seq	coord	rand	r-c	adapt
5%	0.95	2.39	5.69	2.49	10.38
20%	1.19	5.90	11.37	6.18	13.13

ριθμος είναι καταλληλότερος για το service set 2, όπου και παρέχει 8 και 5 Mbps για την κεντρική κυψέλη για 30% και 20% πιθανότητα αποκλεισμού αντίστοιχα (Σχ. 2.10b).

Στα Σχ. 2.9c, 2.9d και 2.10c, 2.10d αναφέρονται σε ένα OFDMA δίκτυο που υποστηρίζει προσαρμοστική διαμόρφωση. Θα πρέπει να τονιστεί και στο σημείο αυτό ότι όλοι οι αλγόριθμοι που παρουσιάζονται στην παρούσα απαιτούν γνώση του CSI στο σταθμό βάσης για τη διαδικασία ελέγχου ισχύος. Ως εκ τούτου, τα αποτελέσματα είναι διαφορετικά σε σχέση με τη μοναδική διαμόρφωση από πολλές απόψεις. Αξίζει να σημειωθεί ότι παρατηρείται ουσιαστική βελτίωση σε όλους τους προσομοιωθέντες αλγόριθμους, τόσο για το συντελεστή φόρτισης όσο και για το ρυθμό δεδομένων της κεντρικής κυψέλης. Ο ρυθμός δεδομένων της κεντρικής κυψέλης αυξάνεται, ειδικά για τον τυχαίο αλγόριθμο ο οποίος φτάνει τα 11.4Mbps για 20% πιθανότητα αποκλεισμού (Σχ. 2.10d), οδηγώντας έτσι σε μία αύξηση 440% σε σχέση με τη μοναδική διαμόρφωση (Σχ. 2.10b). Ο συντεταγμένος αλγόριθμος επίσης βελτιώνει την απόδοσή του, η οποία όμως είναι σαφώς χαμηλότερη σε σχέση με τον τυχαίο αλγόριθμο, όπου η προσαρμοστική διαμόρφωση φαίνεται να έχει και-ρια ευεργετική επίδραση. Από την άλλη, ο προσαρμοστικός αλγόριθμος εμφανίζει αξιοσημείωτη αύξηση περίπου 30%-50% με την εφαρμογή της προσαρμοστικής διαμόρφωσης και επιτυγχάνει ρυθμό δεδομένων περίπου 10Mbps στην κεντρική κυψέλη με 5% πιθανότητα απόρριψης για το service set 2.

Ο συνδυασμός του τυχαίου και του συντεταγμένου αλγόριθμου εμφανίζει καλή επίδοση μόνο για πιθανότητες αποκλεισμού υψηλότερες του 40%. Η επίδοση της κατανομής αυτής, όπως έγινε λόγος προηγούμενα, είναι καλύτερη όταν οι χρήστες του δικτύου απαιτούν υψηλότερους ρυθμούς δεδομένων. Τέλος, είναι προφανές ότι ο σειριακός αλγόριθμος δεν είναι κατάλληλος για κανενός είδους εφαρμογή εξαιτίας της πενιχρής του επίδοσης.

Στον Πιν. 2.5 δίδεται η μέση απόσταση ανάμεσα στο BS της κεντρικής κυψέλης και στους χρήστες που εξυπηρετεί. Η προσαρμοστική διαμόρφωση φαίνεται να βελτιώνει, εν γένει, ελαφρώς την κάλυψη της κεντρικής κυψέλης.

2.5.3 Συμπεράσματα

Ξεκινώντας από την παρατήρηση ότι η συντεταγμένη κατανομή φερόντων εμφανίζει καλύτερη επίδοση σε σύγκριση με την τυχαία κατανομή στην εξωτερική περιοχή της κυψέλης για μεγάλο αιτούμενο ρυθμό bit προτάθηκε η εφαρμογή ενός αλγορίθμου κατανομής φερόντων που συνδυάζει τα δύο αυτά σχήματα. Έτσι, δημιουργήθηκε ένας υβριδικός αλγόριθμος που εφαρμόζει στην εσωτερική περιοχή την τυχαία κατανομή και στην εξωτερική περιοχή τη συντεταγμένη κατανομή. Ο προτεινόμενος αλγόριθμος κατορθώνει να συνδυάσει επιτυχώς τα πλεονεκτήματα των δύο συνιστούντων αλγορίθμων, προσφέροντας έτσι μεγαλύτερο ρυθμό bit με μικρότερη απαιτούμενη ισχύ σε επίπεδο δικτύου.

Πίνακας 2.5: Μέση απόσταση (km) ανάμεσα στο BS της κεντρικής κυψέλης και στους χρήστες που εξυπηρετεί

Μοναδική διαμόρφωση (QPSK)					
Set	seq	coord	rand	r-c	adapt
1	0.23	0.52	0.69	0.54	0.72
2	0.22	0.52	0.43	0.55	0.71

Προσαρμοστική διαμόρφωση (QPSK, 16 QAM, 64 QAM)					
Set	seq	coord	rand	r-c	adapt
1	0.31	0.57	0.69	0.56	0.71
2	0.33	0.58	0.67	0.54	0.70

Κατόπιν, στην ανάλυση προστέθηκε και ο προσαρμοστικός αλγόριθμος, ο οποίος απαιτεί πλήρη γνώση των συνθηκών του καναλιού για την κατανομή των φερόντων. Τα αποτελέσματα κατέδειξαν ότι η επίδοση του προσαρμοστικού αλγορίθμου εμφανίζει μικρές μόνον μεταβολές καθώς αυξάνει η πιθανότητα αποκλεισμού χρηστών, σε αντίθεση με τους αλγορίθμους που δεν απαιτούν γνώση του CSI, οι οποίοι εμφανίζουν μεγάλες διακυμάνσεις στην επίδοσή τους. Αυτή η σταθερότητα του προσαρμοστικού αλγορίθμου τον καθιστά κατάλληλο για εφαρμογή σε δίκτυα που βρίσκονται σε φάση ώριμης λειτουργίας και οφείλουν να περιορίζουν την πιθανότητα αποκλεισμού στο ελάχιστο, πληρώνοντας όμως το τίμημα της πλήρους γνώσης του CSI. Στον αντίποδα, θεωρώντας ένα δίκτυο σε πρώιμη φάση ανάπτυξης, όπου η πιθανότητα αποκλεισμού είναι ανεκτό να είναι ελαφρώς αυξημένη, παρατηρούμε ότι θα μπορούσε να εφαρμοστεί η τυχαία κατανομή, επιτυγχάνοντας συγκρίσιμη επίδοση με την προσαρμοστική κατανομή. Η εφαρμογή του τυχαίου αλγορίθμου θα απάλλασσε από την ανάγκη γνώσης του CSI, αποφεύγοντας έτσι την επιβάρυνση στη ζεύξη ανόδου, ενώ ταυτόχρονα θα περιόριζε τον υπολογιστικό φόρτο που επωμίζεται ο σταθμός βάσης, καθώς η πολυπλοκότητά του είναι σαφώς μικρότερη σε σχέση με τον προσαρμοστικό αλγόριθμο.

Κεφάλαιο 3

Παιγνιοθεωρητική προσέγγιση

3.1 Εισαγωγή στη θεωρία παιγνίων

Η θεωρία παιγνίων είναι ένα σύνολο αναλυτικών εργαλείων σχεδιασμένων να μας βοηθούν να κατανοήσουμε τα φαινόμενα που παρατηρούμε όταν αλληλεπιδρούν οντότητες που λαμβάνουν αποφάσεις. Η φράση αυτή ανοίγει ένα από τα αναγνωρισμένα ως καλύτερα εγχειρίδια θεωρίας παιγνίων, το “A Course in Game Theory” των M. J. Osborne και A. Rubinstein [68].

Στην πραγματικότητα, το πεδίο εφαρμογής της θεωρίας παιγνίων δεν είναι όσο ευρύ όσο αφήνει να εννοηθεί η παραπάνω διατύπωση. Η θεωρία παιγνίων βασίζεται και λειτουργεί υπό δύο βασικές προϋποθέσεις ή παραδοχές. Η πρώτη αναφέρεται στο ότι οι οντότητες εκείνες που λαμβάνουν αποφάσεις δρουν σύμφωνα με τη λογική, είναι δηλαδή λογικές οντότητες. Η λογική στην προκειμένη περίπτωση ερμηνεύεται ως προσπάθεια μεγιστοποίησης της ωφέλειας. Ως παράδειγμα, θα μπορούσε να ειπωθεί ότι, σε ένα συνηθισμένο παιχνίδι της καθημερινής ζωής, κανένας παίχτης δεν παίζει με σκοπό να χάσει. Αλλά ακόμα και αν παίζει με σκοπό να χάσει, το κάνει υστερόβουλα, έχοντας προσυμφωνήσει ή αναμένοντας όφελος με διαφορετικό τρόπο. Με το παράδειγμα αυτό γίνεται επίσης κατανοητό ότι η λογική δεν αναφέρεται στην καλή πρόθεση του παίχτη ενός παιχνιδιού, καθώς ο παίχτης αυτός μπορεί, στην προσπάθεια να μεγιστοποιήσει το ίδιο όφελός του, να προσπαθεί να βλάψει τους υπόλοιπους παίχτες.

Η δεύτερη προϋπόθεση που θέτει η θεωρία παιγνίων είναι η στρατηγική συμπεριφορά των οντοτήτων που αλληλεπιδρούν. Με τον όρο στρατηγική συμπεριφορά εννοείται ότι ένας παίχτης λαμβάνει υπόψη του τη γνώση που διαθέτει ή τις εικασίες που συνθέτει αναφορικά με τη συμπεριφορά των υπολοίπων παιχτών για να καθορίσει τη δική του συμπεριφορά. Έτσι, ένας παίχτης, αξιοποιώντας τη γνώση που διαθέτει ή προβλέποντας τις αντιδράσεις των συμπαιχτών του, αντιδρά κατά τέτοιο τρόπο ώστε να μεγιστοποιήσει το κέρδος του.

Παρά το γεγονός ότι δείγματα παιγνιοθεωρητικής ανάλυσης μπορούν να εντοπιστούν ήδη από το 18^ο αιώνα, η εγκαθίδρυση της θεωρίας παιγνίων ως κλάδο των εφαρμοσμένων μαθηματικών πραγματοποιήθηκε το πρώτο μισό του 20^{ου} αιώνα, με ορόσημο την έκδοση το 1944 του βιβλίου “Theory of games and economic behavior” των J. von Neumann και O. Morgenstern [69]. Λίγο αργότερα, εν έτει 1949, ο J. Nash δημοσιεύει τη μνημειώδη εργασία “Equilibrium Points in n-Person Games” [70], όπου εισάγεται η έννοια της Nash ισορροπίας. Η εισαγωγή της Nash ισορροπίας στη θεωρία παιγνίων έδωσε τεράστια ώθηση στην ανάπτυξη του κλάδου αυτού, αφού σύντομα άρχισε να βρίσκει εφαρμογές στην οικονομική θεωρία, την πολιτική επιστήμη, την ψυχολογία και πολλούς ακόμα τομείς των κοινωνικών και φυσικών επιστημών [71].

3.1.1 Παίγνια σε στρατηγική μορφή

Ένα παίγνιο σε στρατηγική μορφή \mathcal{G} ορίζεται από τρία στοιχεία

- Ένα σύνολο παιχτών \mathcal{N}
- Ένα σύνολο στρατηγικών \mathcal{S}
- Ένα σύνολο ωφελειών \mathcal{U}

Κάθε παίχτης i του παιγνίου ανήκει στο σύνολο \mathcal{N} και διαθέτει ένα σύνολο πιθανών δράσεων (actions), οι οποίες συγκροτούν το χώρο της στρατηγικής του (strategy space) \mathcal{S}_i . Το σύνολο των στρατηγικών \mathcal{S} του παιγνίου είναι το καρτεσιανό γινόμενο του χώρου στρατηγικής κάθε παίχτη, ήτοι $\mathcal{S} = \mathcal{S}_1 \times \mathcal{S}_2 \times \dots \times \mathcal{S}_{|\mathcal{N}|}$. Ένα σύνολο επιλεγμένων στρατηγικών συγκροτεί το προφίλ στρατηγικής $s = (s_1, s_2, \dots, s_{|\mathcal{N}|})$, $s \in \mathcal{S}$. Η ωφέλεια του χρήστη i όταν παίζεται το προφίλ στρατηγικής s συμβολίζεται με $u_i(s) \in \mathbb{R}$ και έτσι το σύνολο των ωφελειών ορίζεται ως $\mathcal{U} = (u_1(s), u_2(s), \dots, u_{|\mathcal{N}|}(s))$, μια απεικόνιση δηλαδή $\mathcal{S} \rightarrow \mathbb{R}^{|\mathcal{N}|}$ που απεικονίζει τις προτιμήσεις των παιχτών αναφορικά με τα διαφορετικά προφίλ στρατηγικών [72].

Ακολουθεί ένα παράδειγμα, το οποίο δίνει τον παιγνιοθεωρητικό φορμαλισμό του παιχνιδιού πέτρα-ψαλίδι-χαρτί [73]. Οι κανόνες του παιχνιδιού είναι απλοί: Η πέτρα σπάει το ψαλίδι, το ψαλίδι κόβει το χαρτί, το χαρτί τυλίγει την πέτρα. Στο παίγνιο αυτό συμμετέχουν δύο παίχτες $\mathcal{N} = \{1, 2\}$. Κάθε παίχτης διαθέτει τρεις διαφορετικές δράσεις, συγκεκριμένα μπορεί να επιλέξει ανάμεσα σε πέτρα, ψαλίδι και χαρτί. Άρα, $\mathcal{S}_1 = \mathcal{S}_2 = \{\text{πέτρα, ψαλίδι, χαρτί}\}$ και $\mathcal{S} = \{\text{πέτρα, ψαλίδι, χαρτί}\} \times \{\text{πέτρα, ψαλίδι, χαρτί}\}$. Στον Πιν. 3.1, δίδεται η ωφέλεια για κάθε χρήστη ως συνάρτηση του ακολουθούμενου προφίλ στρατηγικής. Σε κάθε προφίλ στρατηγικής (π.χ. $s = (s_1, s_2) = (\text{πέτρα, χαρτί})$), αντιστοιχίζεται ένα ζεύγος τιμών, όπου η πρώτη τιμή δείχνει την ωφέλεια του πρώτου παίχτη και η δεύτερη του δεύτερου. ($u(s) = (u_1(s), u_2(s)) = (-1, 1)$).

		Παίχτης 2		
		πέτρα	ψαλίδι	χαρτί
Παίχτης 1	πέτρα	(0, 0)	(1, -1)	(-1, 1)
	ψαλίδι	(-1, 1)	(0, 0)	(1, -1)
	χαρτί	(1, -1)	(-1, 1)	(0, 0)

Πίνακας 3.1: Το παιχνίδι πέτρα-ψαλίδι-χαρτί

Η περίπτωση του γνωστού παιχνιδιού “πέτρα-ψαλίδι-χαρτί” είναι επίσης ένα κλασικό παράδειγμα παιγνίου μηδενικού αθροίσματος, καθότι είναι εύκολο να παρατηρηθεί ότι $\sum_{i=1}^2 u_i(s) = 0, \forall s \in \mathcal{S}$. Στα παίγνια μηδενικού αθροίσματος, οι συμμετέχοντες παίχτες είναι αντίπαλοι, καθώς ότι χάνει ο ένας παίχτης το κερδίζει ο άλλος, στην περίπτωση παιγνίων δύο παιχτών, ή οι άλλοι παίχτες [74].

3.1.2 Nash ισορροπία

Ο τυπικός ορισμός ενός παιγνίου είναι το πρώτο βήμα στη διαδικασία επίλυσης του παιγνίου. Με τον όρο επίλυση νοείται ο καθορισμός ενός προφίλ στρατηγικής, επιλογή δηλαδή της στρατηγικής για κάθε παίχτη, το οποίο αφενός συμμορφώνεται με τους κανόνες του παιχνιδιού (ανήκει στο σύνολο \mathcal{S}), αφετέρου ικανοποιεί τη βασική αρχή που τέθηκε νωρίτερα ότι κάθε παίχτης προσπαθεί να μεγιστοποιήσει την ωφέλειά του. Ένα τέτοιο προφίλ στρατηγικής ονομάζεται ισορροπία (equilibrium).

Σε ένα παίγνιο, ένας παίχτης, για να κινηθεί προς την κατεύθυνση της μεγιστοποίησης της ωφέλειάς του, θα πρέπει, δεδομένων των στρατηγικών των υπολοίπων παιχτών, να επιλέξει τη στρατηγική εκείνη που του αποφέρει τη μέγιστη ωφέλεια. Η στρατηγική αυτή του χρήστη καλείται βέλτιστη απόκριση (best response). Σύμφωνα με τον καθιερωμένο φορμαλισμό, με $-i$ συμβολίζεται το σύνολο των συμπαιχτών -αντιπάλων του παίχτη i , δηλαδή $-i = \mathcal{N} \setminus \{i\}$. Η βέλτιστη απόκριση $br_i(s_{-i})$ ενός παίχτη i στο προφίλ στρατηγικής s_{-i} είναι μια στρατηγική s_i τέτοια ώστε:

$$br_i(s_{-i}) = \arg \max_{s_i \in \mathcal{S}_i} u_i(s_i, s_{-i}) \quad (3.1)$$

Η Nash ισορροπία [70] είναι ένα προφίλ στρατηγικής από το οποίο κανένας χρήστης δε θα επιλέξει να διαφοροποιηθεί μονομερώς, αφού, δεδομένων των στρατηγικών των υπολοίπων παιχτών, δε μπορεί να αποκομίσει μεγαλύτερη ωφέλεια. Διατυπωμένο διαφορετικά, η Nash ισορροπία είναι ένα προφίλ στρατηγικών που αποτελείται από αμοιβαίες βέλτιστες αποκρίσεις των παιχτών. Έτσι, το προφίλ στρατηγικής s^* είναι ισορροπία κατά Nash, αν, για κάθε παίχτη i ,

$$u_i(s_i^*, s_{-i}^*) \geq u_i(s_i, s_{-i}^*), \forall s_i \in \mathcal{S}_i \quad (3.2)$$

Για την κατανόηση της Nash ισορροπίας, θα γίνει αναφορά σε ένα από τα πιο διάσημα παραδείγματα της θεωρίας παιγνίων, το δίλημμα του φυλακισμένου (prisoner's dilemma). Δύο ύποπτοι για ένα έγκλημα κρατούνται από τις αρχές και ανακρίνονται σε χωριστά δωμάτια. Αν και υπάρχουν αρκετά στοιχεία για να παραπεμφθούν για ένα πταίσμα, δεν υπάρχουν αρκετά στοιχεία για να παραπεμφθούν για το έγκλημα, εκτός εάν κάποιος από τους δύο καταδώσει τον άλλο. Αν και οι δύο σιωπήσουν, τότε θα καταδικαστούν για το πταίσμα σε ένα χρόνο φυλάκισης έκαστος. Αν μόνον ο ένας καταδώσει τον άλλο, τότε ο καταδότης θα απελευθερωθεί και θα χρησιμοποιηθεί σα μάρτυρας εναντίον του δεύτερου, ο οποίος θα καταδικαστεί για το έγκλημα σε τέσσερα χρόνια φυλάκισης. Αν και οι δύο καταδώσουν αλλήλους, τότε έκαστος θα καταδικαστεί σε τρία χρόνια φυλάκιση.

Στο παίγνιο αυτό, υπάρχουν δύο παίχτες $\mathcal{N} = \{1, 2\}$, οι δύο ύποπτοι. Κάθε παίχτης διαθέτει δύο δράσεις, συγκεκριμένα $\mathcal{S}_1 = \mathcal{S}_2 = \{\text{σιωπώ, καταδίδω}\}$ και $\mathcal{S} = \{\text{σιωπώ, καταδίδω}\} \times \{\text{σιωπώ, καταδίδω}\}$. Η ωφέλεια των δύο παιχτών είναι αντίθετη του χρόνου της φυλάκισης και έτσι προκύπτει ο Πιν. 3.2.

		Ύποπτος 2	
		Σιωπώ	Καταδίδω
Ύποπτος 1	Σιωπώ	(-1, -1)	(-4, 0*)
	Καταδίδω	(0*, -4)	(-3*, -3*)

Πίνακας 3.2: Το δίλημμα του φυλακισμένου

Για εύρεση την του προφίλ στρατηγικής που συνιστά την κατά Nash ισορροπία για το παίγνιο αυτό, θα πρέπει να βρούμε τις βέλτιστες αποκρίσεις κάθε παίχτη-υπόπτου στις πιθανές δράσεις του αντιπάλου του.

- Ύποπτος 1:

$$\begin{aligned} - br_1(s_2 = \{\text{Σιωπώ}\}) &= \text{Καταδίδω} \\ - br_1(s_2 = \{\text{Καταδίδω}\}) &= \text{Καταδίδω} \end{aligned}$$

- Ύποπτος 2:

$$\begin{aligned} - br_2(s_1 = \{\text{Σιωπώ}\}) &= \text{Καταδίδω} \\ - br_2(s_1 = \{\text{Καταδίδω}\}) &= \text{Καταδίδω} \end{aligned}$$

Ο Πιν. 3.2 δείχνει τις ωφέλειες των βέλτιστων αποκρίσεων σημειωμένες με αστερίσκο (*). Επομένως, το μοναδικό προφίλ στρατηγικής που αποτελείται από αμοιβαίες βέλτιστες αποκρίσεις είναι το $(s_1, s_2) = (\text{Καταδίδω}, \text{Καταδίδω})$. Έτσι, η

Nash ισορροπία του παιγνίου αυτού είναι το προφίλ στρατηγικής $(s_1^*, s_2^*) = (\text{Καταδίδω}, \text{Καταδίδω})$, όπου αμφότεροι οι ύποπτοι για το έγκλημα καταδίδουν αλλήλους και έτσι φυλακίζονται για 3 χρόνια έκαστος.

Παρατηρώντας τη στρατηγική μορφή του παιγνίου στον Πιν. 3.2, βλέπουμε ότι το προφίλ στρατηγικής $(s_1, s_2) = (\text{Σιωπώ}, \text{Σιωπώ})$ με ωφέλειες $(-1, -1)$ είναι “καλύτερο” από τη Nash ισορροπία του παιγνίου $(s_1^*, s_2^*) = (\text{Καταδίδω}, \text{Καταδίδω})$ με ωφέλειες $(-3, -3)$, αφού και οι δύο χρήστες του παιγνίου θα αποκόμιζαν μεγαλύτερη ωφέλεια ακολουθώντας αυτό το προφίλ στρατηγικής. Ακολουθώντας την ορολογία του [74], το προφίλ στρατηγικής $(\text{Σιωπώ}, \text{Σιωπώ})$ υπερέρχει κατά Pareto (Pareto-dominates) του προφίλ $(\text{Καταδίδω}, \text{Καταδίδω})$. Εν γένει, ένα προφίλ στρατηγικής $s \in \mathcal{S}$ υπερέρχει κατά Pareto ενός προφίλ στρατηγικής $s' \in \mathcal{S}$ όταν $u_i(s) \geq u_i(s')$, $\forall i \in \mathcal{N}$. Αντίστοιχα, ένα προφίλ στρατηγικής $s \in \mathcal{S}$ καλείται βέλτιστο κατά Pareto (Pareto-optimal) όταν δεν υπάρχει άλλο προφίλ στρατηγικής $s' \in \mathcal{S}$ για το οποίο να ισχύει $u_i(s) \leq u_i(s')$, $\forall i \in \mathcal{N}$ και $u_i(s) < u_i(s')$, για κάποιο $i \in \mathcal{N}$ [68], όταν δηλαδή το προφίλ s υπερέρχει κατά Pareto κάθε άλλου προφίλ $s' \in \mathcal{S}$. Αξίζει τέλος να σημειωθεί ότι, σύμφωνα με τα δεδομένα του Πιν. 3.2, το υπό εξέταση παίγνιο δεν έχει βέλτιστη κατά Pareto λύση, αφού το προφίλ $(\text{Σιωπώ}, \text{Σιωπώ})$ δεν υπερέρχει κατά Pareto του προφίλ $(\text{Σιωπώ}, \text{Καταδίδω})$ ή $(\text{Καταδίδω}, \text{Σιωπώ})$.

3.1.3 Μεικτές στρατηγικές

Από την παρουσίαση που προηγήθηκε, συμπεραίνει κανείς ότι σε ένα παίγνιο κάθε παίχτης έχει τη δυνατότητα να ακολουθήσει μία μόνο δράση ως στρατηγική. Στη θεωρία παιγνίων, όταν στα στρατηγικά παίγνια ο παίχτης επιλέγει ως στρατηγική μία μόνο δράση, τότε η στρατηγική αυτή καλείται αμιγής (pure strategy). Σε μια διαφορετική θεώρηση, ο παίχτης θα μπορούσε να διαμορφώνει τη στρατηγική του επιλέγοντας με κάποια πιθανότητα μία από τις διαθέσιμες δράσεις. Καθ' αυτόν τον τρόπο δημιουργήθηκε η ιδέα των μεικτών στρατηγικών (mixed strategies).

Ως μεικτή στρατηγική $\sigma_i(s_i)$, ή απλά σ_i , του παίχτη i ορίζεται μια κατανομή πιθανότητας στις αμιγείς στρατηγικές $s_i \in \mathcal{S}_i$ του παίχτη i . Αντίστοιχα, ο χώρος των μεικτών στρατηγικών του παίχτη i ορίζεται ως Σ_i και περιλαμβάνει τις μεικτές στρατηγικές του παίχτη i . Επίσης, ως προφίλ στρατηγικής $\sigma = (\sigma_1, \dots, \sigma_{|\mathcal{N}|})$ ορίζεται το διάνυσμα που καθορίζει τη μεικτή στρατηγική που ακολουθεί κάθε παίχτης του παιγνίου και ανήκει στο χώρο των προφίλ στρατηγικής $\Sigma = \Sigma_1 \times \dots \times \Sigma_{|\mathcal{N}|}$.

Καθώς στην ανάλυση εισέρχεται η κατανομή πιθανοτήτων για την επιλογή της στρατηγικής του χρήστη, για τον ορισμό της ωφέλειας επιστρατεύεται η έννοια της αναμενόμενης ωφέλειας. Για ένα προφίλ στρατηγικής σ , η αναμενόμενη ωφέλεια για το χρήστη i ορίζεται ως,

$$u_i(\sigma) = \sum_{s_i \in \mathcal{S}_i} \sigma_i(s_i) u_i(s_i, \sigma_{-i}) \quad (3.3)$$

Στα παίγνια μεικτών στρατηγικών κάθε παίχτης, σύμφωνα με την προϋπόθεση των λογικών παιχτών που ετέθη προηγούμενα, επιδιώκει τη μεγιστοποίηση του αναμενόμενου οφέλους του.

Το εξαιρετικά ενδιαφέρον αποτέλεσμα στο οποίο κατέληξε η εργασία του Nash [70] είναι ότι σε κάθε στρατηγικό παίγνιο με μεικτές στρατηγικές υπάρχει Nash ισορροπία.

Στον Πιν. 3.3 δίδεται εκ νέου το παίγνιο “πέτρα-ψαλίδι-χαρτί”, για το οποίο έγινε λόγος προηγούμενα, με σημειωμένες με αστερίσκο (*) τις ωφέλειες των βέλτιστων αποκρίσεων.

		Παίχτης 2		
		πέτρα	ψαλίδι	χαρτί
Παίχτης 1	πέτρα	(0, 0)	(1*, -1)	(-1, 1*)
	ψαλίδι	(-1, 1*)	(0, 0)	(1*, -1)
	χαρτί	(1*, -1)	(-1, 1*)	(0, 0)

Πίνακας 3.3: Το παιχνίδι πέτρα-ψαλίδι-χαρτί με σημειωμένες τις βέλτιστες αποκρίσεις

Εύκολα προκύπτει ότι δεν υπάρχει προφίλ στρατηγικής που να αποτελείται από αμοιβαία βέλτιστες αποκρίσεις και έτσι δεν υπάρχει Nash ισορροπία, όταν το παίγνιο μελετάται με αμιγείς στρατηγικές.

Έστω ότι ο παίχτης i επιλέγει τη δράση “πέτρα” με πιθανότητα p_i , τη δράση “ψαλίδι” με πιθανότητα q_i και τη δράση “χαρτί” με πιθανότητα $1 - p_i - q_i$. Η αναμενόμενη ωφέλεια του παίχτη i θα είναι,

$$\begin{aligned}
 u_i &= p_i(0 * p_{-i} + 1 * q_{-i} + (-1) * (1 - p_{-i} - q_{-i})) + \\
 & \quad q_i((-1) * p_{-i} + 0 * q_{-i} + 1 * (1 - p_{-i} - q_{-i})) + \\
 & \quad (1 - p_i - q_i)(1 * p_{-i} + (-1) * q_{-i} + 0 * (1 - p_{-i} - q_{-i})) \\
 &= p_i(3q_{-i} - 1) - q_i(3p_{-i} - 1) + p_{-i} - q_{-i}
 \end{aligned} \tag{3.4}$$

Από την (3.4), προκύπτει ότι η αναμενόμενη ωφέλεια u_i εμφανίζει σημεία ισορροπίας (στάσιμα σημεία της συνάρτησης, όπου $\frac{\partial u_i}{\partial p_i} = \frac{\partial u_i}{\partial q_i} = 0$), όταν $p_{-i} = q_{-i} = \frac{1}{3}$. Κατ’ αντιστοιχία, προκύπτει ότι η αναμενόμενη ωφέλεια u_{-i} εμφανίζει σημεία ισορροπίας όταν $p_i = q_i = \frac{1}{3}$. Επομένως, μια Nash ισορροπία του παιγνίου εντοπίζεται όταν $(p_1, q_1) = (p_2, q_2) = (\frac{1}{3}, \frac{1}{3})$

Εξάγεται έτσι το συμπέρασμα ότι μία Nash ισορροπία για το παίγνιο αυτό εντοπίζεται στο σημείο όπου και οι δύο παίχτες επιλέγουν ισοπίθانا μεταξύ των δυνατών δράσεών τους. Επιπρόσθετα, αξίζει να σημειωθεί ότι η αναμενόμενη ωφέλεια κάθε

παίχτη στη Nash ισορροπία είναι μηδενική. Τέλος, αποδεικνύεται ότι η ισορροπία αυτή είναι και η μοναδική Nash ισορροπία του παιγνίου [75].

3.1.4 Θεωρία παιγνίων και τηλεπικοινωνίες

Η εφαρμογή παιγνιοθεωρητικών μεθόδων σε ζητήματα τηλεπικοινωνιών ξεκινά από τα μέσα της δεκαετίας του '70, όταν ο ίδιος ο μαθηματικός κλάδος της θεωρίας παιγνίων βρισκόταν ακόμα σε έντονη ανάπτυξη και θεμελίωση, ενώ ο κύριος όγκος εργασιών εντοπίζεται από τις αρχές της δεκαετίας του '90. Στην υφιστάμενη βιβλιογραφία, η θεωρία παιγνίων επιστρατεύεται για να αντιμετωπίσει ένα ευρύ φάσμα τηλεπικοινωνιακών εφαρμογών, στις οποίες περιλαμβάνονται:

- Έλεγχος ισχύος και συμμόρφωσης
- Δρομολόγηση
- Εκχώρηση αρχείων
- Εξισορρόπηση φορτίου
- Ροή πολλαπλών αντικειμένων
- Εκχώρηση πόρων
- Παροχή ποιότητας υπηρεσίας

και ποικίλα άλλα ερευνητικά αντικείμενα [76].

Οι λόγοι που οδηγούν στην αξιοποίηση της θεωρίας παιγνίων για τη σχεδίαση τηλεπικοινωνιακών δικτύων είναι κυρίως δύο, απλοί και περίπλοκοι ταυτόχρονα. Ο πρώτος αφορά στις οντότητες που συγκροτούν τα δίκτυα και είναι συσκευές οποιουδήποτε τύπου. Οι συσκευές αυτές αντιπροσωπεύουν την παρουσία στο δίκτυο ανθρώπων, είτε αυτοί είναι από την πλευρά του τελικού χρήστη είτε από την πλευρά του παρόχου μιας υπηρεσίας. Επειδή οι άνθρωποι μπορούν να λειτουργήσουν εγωιστικά και να προσπαθήσουν να μεγιστοποιήσουν το όφελός τους από τη χρήση του δικτύου σε βάρος ίσως των υπολοίπων χρηστών, το δίκτυο θα πρέπει να είναι σχεδιασμένο έτσι ώστε να μπορεί να αποφύγει μια τέτοια κατάσταση ή να μπορεί να την εκμεταλλευτεί εποικοδομητικά. Ο δεύτερος λόγος αφορά την αρχιτεκτονική των δικτύων. Τα δίκτυα αποτελούνται από οντότητες που επικοινωνούν μεταξύ τους μέσω τηλεπικοινωνιακών ζεύξεων. Σ' αυτή την αρχιτεκτονική είναι επομένως πιο κατάλληλη η εφαρμογή ενός κατανεμημένου μοντέλου οργάνωσης παρά ένα συγκεντρωτικό, που θα απαιτούσε την ανταλλαγή μεγάλης ποσότητας πληροφορίας σηματοδοσίας [77, 78]. Πλέον κατάλληλο παράδειγμα για τέτοια δίκτυα είναι τα ad-hoc δίκτυα όπου δεν υπάρχει κάποια προκαθορισμένη οντότητα για να παίζει το

ρόλο του κεντρικού ελεγκτή, οπότε ο καταναμημένος έλεγχος, σε μικρό ή μεγάλο βαθμό, είναι αναγκαίος [79].

Επιπρόσθετα, η παράλληλη εφαρμογή διαφορετικών τεχνολογιών στις ασύρματες τηλεπικοινωνίες καθιστά το υφιστάμενο δικτυακό τοπίο ετερογενές και έτσι, de facto, έχει δημιουργηθεί η ανάγκη για διαλειτουργικότητα μεταξύ των δικτύων αυτών. Στις περιπτώσεις αυτές, η σχεδίαση τηλεπικοινωνιακών πρωτοκόλλων που θα βασίζονται σε κοινά αποδεκτές μετρικές, με χαρακτηριστικότερη το χρήμα, είναι απαραίτητη προς την κατεύθυνση της ενοποίησης των δικτύων [80,81].

Παρά το γεγονός ότι ο κύριος όγκος της υφιστάμενης βιβλιογραφίας εστιάζει σε μη συνεργατικά παίγνια [76,78], η ανάπτυξη των ad-hoc δικτύων και η εμβρυική ακόμα ανάπτυξη δικτύων με αναμεταδότες (relays), ώθησαν στην εισαγωγή συνεργατικών παιγνίων στα ασύρματα δίκτυα. Εκεί πλέον οι οντότητες του δικτύου δε λειτουργούν εντελώς ανεξάρτητα αλλά συνεργάζονται με άλλες οντότητες, δημιουργώντας συμμαχίες, για την επίτευξη ενός κοινού σκοπού [82,83].

3.2 Συνδυαστικές δημοπρασίες

Στη θεωρία παιγνίων εμπίπτει και η σχεδίαση δημοπρασιών [84], συνδυαστικών ή μη, όπου ένα πλήθος αντικειμένων δημοπρατείται και οι ενδιαφερόμενοι μπορούν να εκφράσουν την προτίμησή τους σε ομάδες από τα δημοπρατούμενα αντικείμενα. Οι συνδυαστικές δημοπρασίες είναι ουσιαστικά μια πρόταση της θεωρίας παιγνίων για την επίλυση του σύνθετου προβλήματος εκχώρησης (allocation problem).

3.2.1 Διαμόρφωση του προβλήματος

Για το φορμαλισμό του προβλήματος, έστω \mathcal{K} ένα σύνολο από K αδιαίρετα αντικείμενα προς δημοπράτηση και \mathcal{N} το σύνολο των N υποψήφιων αγοραστών - πλειοδοτών. Κάθε πλειοδότης $i \in \mathcal{N}$ αντιστοιχίζει μια αξία $v_i(\mathcal{S})$ σε κάθε υποσύνολο αντικειμένων $\mathcal{S} \subseteq \mathcal{K}$. Η συνάρτηση v_i είναι μονότονη, δηλαδή αν $\mathcal{S} \subseteq \mathcal{T}$, τότε $v(\mathcal{S}) \leq v(\mathcal{T})$, και επίσης, $v(\emptyset) = 0$.

Η ανάγκη για τον ορισμό της αξίας ενός συνόλου αντικειμένων προκύπτει από το γεγονός ότι η αξία του συνόλου δεν ισούται απαραίτητα με το άθροισμα της αξίας των αντικειμένων που αποτελούν το σύνολο αυτό. Συγκεκριμένα, έστω δύο σύνολα $\mathcal{S}, \mathcal{T} \subset \mathcal{K}$ με $\mathcal{S} \cap \mathcal{T} = \emptyset$. Αν η αξία της ένωσης των δύο $\mathcal{S} \cup \mathcal{T}$ είναι μεγαλύτερη του αθροίσματος της αξίας των δύο μεμονωμένων συνόλων, δηλαδή $v(\mathcal{S} \cup \mathcal{T}) \geq v(\mathcal{S}) + v(\mathcal{T})$, τότε τα σύνολα καλούνται συμπληρωματικά. Χαρακτηριστικό παράδειγμα αποτελεί αυτό με τα παπούτσια. Η αθροιστική αξία δύο παπουτσιών, όταν π.χ. πωλούνται χωριστά, είναι σαφώς μικρότερη από την αξία ενός ζευγαριού παπούτσια. Αντίστοιχα, όταν η αξία της ένωσης των δύο συνόλων είναι μικρότερη από το άθροισμα της αξίας των δύο μεμονωμένων συνόλων, δηλαδή

$v(\mathcal{S} \cup \mathcal{T}) \leq v(\mathcal{S}) + v(\mathcal{T})$, τότε τα σύνολα καλούνται υποκατάστατα. Ως παράδειγμα θα μπορούσε να αναφερθεί ότι ένας γραφέας χρειάζεται ένα εργαλείο γραφής. Η αξία ενός συνόλου που θα αποτελείται από ένα στυλό και ένα μολύβι θα είναι μικρότερη από το άθροισμα της αξίας ενός μολυβιού και της αξίας ενός στυλό, όπως τα αποτιμά στη δεδομένη συγκυρία ο γραφέας [85].

Για την διεξαγωγή της δημοπρασίας, θα πρέπει να προσδιορισθεί μια εκχώρηση των αντικειμένων στους πλειοδότες. Μια τέτοια εκχώρηση είναι μια διαμέριση του συνόλου των αντικειμένων \mathcal{K} σε υποσύνολα $\mathcal{S}_1, \dots, \mathcal{S}_N$, τέτοια ώστε $\mathcal{S}_i \cap \mathcal{S}_j = \emptyset, \forall i \neq j$. Ο κοινωνικός πλούτος που αποκτάται από αυτή την εκχώρηση είναι $\sum_{i=1}^N v_i(\mathcal{S}_i)$. Η κοινωνικά αποδοτικότερη εκχώρηση είναι μια εκχώρηση που αποφέρει το μέγιστο κοινωνικό πλούτο μεταξύ όλων των πιθανών εκχωρήσεων.

Εκτός από τον αλγόριθμο εκχώρησης των αντικειμένων, απαιτείται και ο καθορισμός της πληρωμής p κάθε πλειοδότη. Στο σημείο αυτό ανακύπτει και το πρόβλημα της ειλικρίνειας των πλειοδοτών. Κάθε πλειοδότης, σε συμφωνία με όσα αναφέρθηκαν προηγούμενα περί λογικών παιχτών, θα επιχειρήσει να συγκεντρώσει τη μεγαλύτερη αξία με τη μικρότερη δυνατή πληρωμή, αποκομίζοντας έτσι τη μεγαλύτερη ωφέλεια. Στην προσπάθεια αυτή, ο πλειοδότης, αν αυτό είναι προς το συμφέρον του, θα μπορούσε να δηλώσει διαφορετική αξία από την πραγματική αξία που θεωρεί για τα υπό δημοπράτηση αντικείμενα. Είναι ευθύνη του μηχανισμού της δημοπρασίας να αποτρέψει τους πλειοδότες από αυτή τη στρατηγική.

3.2.2 Πλειοδότες μοναδικής προτίμησης

Μια απλή μοντελοποίηση των συνδυαστικών δημοπρασιών προκύπτει όταν υποτεθεί ότι οι πλειοδότες που συμμετέχουν στη δημοπρασία ενδιαφέρονται μόνο για ένα συγκεκριμένο υποσύνολο των υπό δημοπράτηση αντικειμένων. Έτσι, μια συνάρτηση αποτίμησης v καλείται μοναδικής προτίμησης (single minded), εάν υπάρχει ένα σύνολο αντικειμένων \mathcal{S}^* και μια αξία $v^* \in \mathbb{R}^+$ τέτοια ώστε $v(\mathcal{S}) = v^*, \forall \mathcal{S} \supseteq \mathcal{S}^*$ και $v(\mathcal{S}) = 0$ για κάθε άλλο σύνολο \mathcal{S} . Στην περίπτωση πλειοδοτών μοναδικής προτίμησης, μια προσφορά μπορεί απλά να παρασταθεί ως το ζεύγος $\langle \mathcal{S}^*, v^* \rangle$. Το πρόβλημα εκχώρησης όταν οι πλειοδότες εκφράζουν μοναδική προτίμηση μέσω της προσφοράς $\langle \mathcal{S}^*, v^* \rangle$ συνίσταται στον καθορισμό του συνόλου των νικητών $\mathcal{W} \subseteq \mathcal{N}$ ώστε $\forall i \neq j \in \mathcal{W}, \mathcal{S}_i^* \cap \mathcal{S}_j^* = \emptyset$ με μέγιστο κοινωνικό πλούτο $\sum_{i \in \mathcal{W}} v_i^*$.

Το πρόβλημα της εύρεσης του συνόλου νικητών \mathcal{W} είναι ένα πρόβλημα συλλογής (set-packing problem), το οποίο είναι NP-πλήρες πρόβλημα, από άποψη της αλγοριθμικής πολυπλοκότητας. Επιπρόσθετα, αποδεικνύεται ότι ακόμα και η προσέγγιση μιας βέλτιστης λύσης στο εύρος ενός πολλαπλασιαστικού συντελεστή $K^{1/2-\epsilon}, \forall \epsilon > 0$ είναι ένα NP-δύσκολο πρόβλημα [84].

Στην εργασία των Lehmann et al. [86], προτάθηκε ένα άπληστος αλγόριθμος, ο οποίος μπορεί να επιτύχει μια προσεγγιστικά αποδοτική λύση με σχεδόν γραμμική πολυπλοκότητα.

Άπληστος αλγόριθμος εκχώρησης

Έστω ένας πλειοδότης μοναδικής προτίμησης που δηλώνει την προσφορά $b = \langle \mathcal{S}, v \rangle$, με $\mathcal{S} \subseteq \mathcal{K}$ και $v \in \mathbb{R}^+$. Δύο προσφορές $b = \langle \mathcal{S}, v \rangle$ και $b' = \langle \mathcal{S}', v' \rangle$ είναι ανταγωνιστικές και δε μπορούν να ικανοποιηθούν ταυτόχρονα όταν $\mathcal{S} \cap \mathcal{S}' \neq \emptyset$. Ο προτεινόμενος αλγόριθμος εκτελείται σε δύο φάσεις:

- Στην πρώτη φάση, οι υποβληθείσες προσφορές ταξινομούνται¹ σε φθίνουσα διάταξη σύμφωνα με το λόγο $\frac{v}{\sqrt{|\mathcal{S}|}}$. Η νόρμα αυτή εκφράζει τον επιμερισμό της συνολικής αξίας v ανά αντικείμενο του αιτούμενου συνόλου \mathcal{S} και αποδεικνύεται ότι εξασφαλίζει προσέγγιση της βέλτιστης εκχώρησης στο εύρος ενός πολλαπλασιαστικού παράγοντα \sqrt{K} [84, 86]. Δεδομένου ότι ταξινομούνται N προσφορές από ισάριθμους πλειοδότες, η πρώτη φάση χαρακτηρίζεται από αλγοριθμική πολυπλοκότητα $\mathcal{O}(N \log N)$.
- Στη δεύτερη φάση, ένας άπληστος αλγόριθμος αποφασίζει για την εκχώρηση των αντικειμένων. Έστω L η διατεταγμένη λίστα των προσφορών, όπως προέκυψε από την πρώτη φάση του αλγορίθμου. Η πρώτη προσφορά της λίστας, έστω $b = \langle \mathcal{S}, v \rangle$, είναι εξασφαλισμένη και το σύνολο \mathcal{S} εκχωρείται στον πλειοδότη που υπέβαλε την προσφορά. Στη συνέχεια, ο αλγόριθμος σαρώνει σειριακά τη λίστα L . Αν η υπό εξέταση προσφορά δεν είναι ανταγωνιστική προς κάποια προσφορά που έχει ήδη ικανοποιηθεί, τότε ικανοποιείται. Αν όχι, η προσφορά δεν ικανοποιείται και ο αλγόριθμος συνεχίζει στην επόμενη προσφορά της λίστας. Η πολυπλοκότητα της φάσης αυτής είναι γραμμική ως προς το πλήθος N των προσφορών.

Σχήμα πληρωμής

Ένας μηχανισμός συνδυαστικών δημοπρασιών, για να είναι πλήρης, θα πρέπει να ορίζει, εκτός από τον τρόπο εκχώρησης του αντικειμένου ή των αντικειμένων, και το σχήμα πληρωμής, τον τρόπο δηλαδή που καθορίζεται το ποσό πληρωμής για κάθε συμμετέχοντα στη δημοπρασία. Το σχήμα πληρωμής που περιγράφεται στην [86], είναι προσαρμοσμένο στον άπληστο αλγόριθμο που περιγράφηκε προηγούμενα και νοηματικά είναι κοντά στις δημοπρασίες δεύτερης τιμής (second-price auctions) [71, 85]. Το σκεπτικό του σχήματος πληρωμής είναι ότι ο πλειοδότης, στον οποίο εκχωρείται το σύνολο που αιτείται, πληρώνει ανά αντικείμενο τη μέση αξία που προτείνει ο πρώτος πλειοδότης που αποκλείστηκε εξαιτίας της δικής του προσφοράς, σύμφωνα με τη νόρμα που περιγράφηκε προηγούμενα $v/\sqrt{|\mathcal{S}|}$.

Έστω $r_i = v_i/\sqrt{|\mathcal{S}_i|}$ η μέση αξία που προσφέρει ο πλειοδότης $i \in \mathcal{N}$. Έστω επίσης $j \in \mathcal{N}$, ο πρώτος πλειοδότης που η προσφορά του απορρίφθηκε επειδή είχε

¹Εύλογα υποτίθεται ότι δεν υπάρχουν περιπτώσεις όπου δύο πλειοδότες δηλώνουν την ίδια αξία. Η πιθανότητα να συμβεί κάτι τέτοιο για $v \in \mathbb{R}^+$ είναι μηδενική.

γίνει αποδεκτή η προσφορά του χρήστη i , με αντίστοιχη μέση αξία $r_j = v_j / \sqrt{|\mathcal{S}_j|}$. Το ότι ο χρήστης i προηγείται του χρήστη j συνεπάγεται ότι $r_i > r_j$ και το ότι η προσφορά του χρήστη j απορρίφθηκε επειδή είχε ικανοποιηθεί η προσφορά του χρήστη i συνεπάγεται ότι $\mathcal{S}_i \cap \mathcal{S}_j \neq \emptyset$ και $\mathcal{S}_k \cap \mathcal{S}_j = \emptyset \forall k \in \mathcal{W}, r_j < r_k < r_i$. Τυπικά, ο πλειοδότης j δίδεται ως:

$$j(i) = \arg \min_{l \in \mathcal{N}} \{r_l < r_i | \mathcal{S}_l \cap \mathcal{S}_i \neq \emptyset \wedge \mathcal{S}_l \cap \mathcal{S}_k = \emptyset \forall k \in \mathcal{W}, r_l < r_k < r_i\}$$

Η πληρωμή του πλειοδότη i καθορίζεται ως $p_i = r_j \sqrt{|\mathcal{S}_i|} = v_j \sqrt{\frac{|\mathcal{S}_i|}{|\mathcal{S}_j|}}$ αν υπάρχει πλειοδότης j με τα παραπάνω χαρακτηριστικά. Διαφορετικά η πληρωμή είναι μηδενική.

Το αποτέλεσμα στο οποίο καταλήγει η εργασία [86] είναι ότι ο μηχανισμός δημοπράτησης που εφαρμόζει τον άπληστο αλγόριθμο εκχώρησης και το σχήμα πληρωμής που περιγράφηκαν παραπάνω μπορεί να προσεγγίσει ικανοποιητικά (\sqrt{K}) την επίδοση του βέλτιστου μηχανισμού και επιπρόσθετα η ειλικρίνεια είναι κυρίαρχη στρατηγική για τους πλειοδότες. Διατυπωμένο διαφορετικά, είναι προς το συμφέρον κάθε πλειοδότη να αποκαλύψει την πραγματική αξία που θεωρεί ότι έχει το σύνολο των αντικείμενων που ζητά παρά οποιαδήποτε άλλη αξία.

3.3 Αλγόριθμος κατανομής φερόντων βασισμένος σε συνδυαστικές δημοπρασίες

Ακολουθώντας τη συλλογιστική που αναπτύχθηκε στο προηγούμενο κεφάλαιο αναφορικά με τις συνδυαστικές δημοπρασίες, το πρόβλημα της εκχώρησης φερόντων στα OFDMA δίκτυα μπορεί να μοντελοποιηθεί ως μία συνδυαστική δημοπρασία, όπου το σύνολο των αντικειμένων προς δημοπράτηση αποτελείται από τα OFDMA φέροντα ενώ το σύνολο των πλειοδοτών που συμμετέχουν στη δημοπρασία είναι οι χρήστες του δικτύου. Σύμφωνα με το σκεπτικό αυτό αναπτύχθηκε ο αλγόριθμος που παρουσιάζεται στη συνέχεια του παρόντος κεφαλαίου. Πριν από την παρουσίαση του αλγορίθμου, πραγματοποιείται μια σύντομη και περιεκτική επισκόπηση της υπάρχουσας βιβλιογραφίας που σχετίζεται με την εφαρμογή θεωρίας παιγνίων για την κατανομή φερόντων σε OFDMA δίκτυα.

3.3.1 Σύντομη επισκόπηση συναφούς βιβλιογραφίας

Διαφορετικές προσεγγίσεις έχουν προταθεί για την επίλυση του προβλήματος κατανομής φερόντων, αξιοποιώντας διαφορετικά εργαλεία της θεωρίας παιγνίων. Η [87] εφαρμόζει συνεργατικά παίγνια και μέσα από λύσεις διαπραγματεύσεων και

συμμαχιών αντιμετωπίζει το πρόβλημα της κατανομής φερόντων και ισχύος. Το πρόβλημα της μεγιστοποίησης του συνολικά προσφερόμενου ρυθμού του δικτύου εξετάζεται για την άνω ζεύξη ενός OFDMA δικτύου μοναδικής κυψέλης, όπου οι χρήστες απαιτούν κάποιο ελάχιστο ρυθμό δεδομένων ενώ υπόκεινται σε περιορισμό της μέγιστης ισχύος. Στην εργασία [88] εφαρμόζονται μη συνεργατικά παίγνια για την ζεύξη ανόδου ενός πολυκυψελωτού OFDMA δικτύου. Το πρόβλημα εδώ είναι η διεξαγωγή των διαδικασιών εκχώρησης φερόντων, καθορισμού διαμόρφωσης και ελέγχου ισχύος με σκοπό κάθε χρήστης να ελαχιστοποιήσει την απαιτούμενη ισχύ του, η οποία είναι επιπλέον περιορισμένη, ενώ ταυτόχρονα κάθε χρήστης ζητά ένα ελάχιστο ρυθμό δεδομένων. Επειδή από την ανάλυση προκύπτει ότι το παίγνιο δεν κατορθώνει πάντα να συγκλίνει σε μια ισορροπία ή συγκλίνει σε μια Nash ισορροπία η οποία δεν είναι Pareto βέλτιστη, προτείνεται η εισαγωγή ενός εικονικού διαιτητή, οπότε το παίγνιο παύει πλέον να είναι πλήρως κατανομημένο, με αρμοδιότητα να χειραγωγεί την ισορροπία και να την κατευθύνει προς την Pareto βέλτιστη λύση. Στην εργασία [89] προτείνεται επίσης η χρήση συνεργατικών παιγνίων για την κάτω ζεύξη ενός OFDMA δικτύου μοναδικής κυψέλης. Αντιμετωπίζεται το πρόβλημα της εκχώρησης φερόντων και ελέγχου ισχύος σε ένα περιβάλλον διαφοροποιημένων απαιτήσεων σε ποιότητα υπηρεσίας (Quality of Service - QoS) ενώ λαμβάνονται υπόψη και οι ατέλειες στο κανάλι ανάδραση του CSI.

Στο πρόσφατο παρελθόν διάφορες ερευνητικές εργασίες πρότειναν την εφαρμογή δημοπρασιών για την αντιμετώπιση του προβλήματος κατανομής φερόντων σε OFDMA δίκτυα. Στις εργασίες [90,91] παρουσιάζονται διάφορα σχήματα, τα οποία βασίζονται σε ανά φέρον δημοπρασίες για μονοκυψελωτά και πολυκυψελωτά δίκτυα και εστιάζουν στο πρόβλημα της εκχώρησης φερόντων για την άνω ζεύξη. Στην [92] προτείνεται η εφαρμογή Αγγλικών δημοπρασιών πολλαπλών μονάδων (multi-unit), επίσης για το πρόβλημα της άνω ζεύξης.

Στις εργασίες [93,94] προτείνεται η εφαρμογή Ολλανδικών δημοπρασιών για το OFDMA RRM πρόβλημα της κάτω ζεύξης. Ο σταθμός βάσης διεξάγει ταυτόχρονα Ολλανδικές δημοπρασίες, μία ανά φέρον. Για κάθε φέρον ανακοινώνεται μία τιμή εκκίνησης, η οποία μειώνεται σύμφωνα με ένα ρολόι με την πάροδο του χρόνου. Κάθε χρήστης παρακολουθεί τη δημοπρασία για το καλύτερο φέρον του και, όταν κρίνει ότι η τιμή του είναι αρκετά χαμηλή σύμφωνα με την αξία που αυτός εκτιμά ότι έχει, ανακοινώνει την προσφορά του και αγοράζει το φέρον στην τρέχουσα τιμή. Στις [95–97], το OFDMA RRM πρόβλημα αντιμετωπίζεται από την οπτική της μεγιστοποίησης του προσφερόμενου ρυθμού και προτείνεται ένας αλγόριθμος εκχώρησης φερόντων που βασίζεται σε ανά φέρον δημοπρασίες. Η συνάρτηση εκτίμησης (valuation function) των χρηστών ορίζεται έτσι ώστε να επιτυγχάνεται ένας συγκεκριμένος σκοπός, όπως η μεγιστοποίηση του συνολικού ρυθμού δεδομένων του δικτύου ή η μεγιστοποίηση ενός δείκτη δικαιοσύνης μεταξύ των χρηστών. Οι χρήστες αιτούνται ένα φέρον τη φορά και ο χρήστης που υποβάλλει τη

μεγαλύτερη προσφορά κερδίζει το αιτούμενο φέρον.

Στην [98], το πρόβλημα της εκχώρησης φερόντων αντιμετωπίζεται σε συνδυασμό με το πρόβλημα του χρονοπρογραμματισμού (scheduling). Προτείνεται μια δημοπρασία πολλαπλών μονάδων, η οποία συνδυάζει έναν αλγόριθμο αναλογικής δικαιοσύνης (proportional fairness) ως σχήμα εκχώρησης με το κλασικό Vickrey-Clarke-Groves σχήμα πληρωμής [85]. Όπως αναγνωρίζεται από τους ίδιους τους συγγραφείς, η προτεινόμενη διαδικασία καταλήγει σε ένα σύνολο ταυτόχρονων ανά φέρον δημοπρασιών, κάθε μία από τις οποίες εφαρμόζει το σχήμα πληρωμής των Αγγλικών δημοπρασιών. Ολοκληρώνοντας, στην [99], όπου είναι ουσιαστικά και η μόνη εργασία που προτείνει την εφαρμογή συνδυαστικών δημοπρασιών για την εκχώρηση φερόντων στην κάτω ζεύξη δικτύων OFDMA, προτείνεται η εφαρμογή συνδυαστικών δημοπρασιών με ρολόι, παρόμοιας προσέγγισης με τις δημοπρασίες των [93,94]. Ο σταθμός βάσης ανακοινώνει μια αρχική τιμή για κάθε φέρον και οι χρήστες ανταποκρίνονται υποβάλλοντας το σύνολο των φερόντων που προτίθενται να αγοράσουν σύμφωνα με τις τιμές αυτές. Αν υπάρχει πλεονάζουσα ζήτηση για ένα φέρον, ο σταθμός βάσης αυξάνει την τιμή για το φέρον αυτό, σύμφωνα με ένα ρολόι, και οι χρήστες επανυποβάλλουν τις προσφορές τους. Η διαδικασία συνεχίζεται έως ότου δεν υπάρχει πλεονάζουσα ζήτηση για κανένα φέρον.

3.3.2 Αλγόριθμος συνδυαστικών δημοπρασιών

Στην προσπάθεια αυτή εφαρμογής συνδυαστικών δημοπρασιών στο πρόβλημα της κατανομής φερόντων, επελέγη να διατηρηθεί η αρχιτεκτονική δύο φάσεων, όπου στην πρώτη φάση πραγματοποιείται καθορισμός του πλήθους των φερόντων που θα εκχωρηθεί σε κάθε χρήστη (Αλγ. 2.1) ενώ στη δεύτερη φάση γίνεται η εκχώρηση συγκεκριμένων φερόντων στους χρήστες (βλ. §2.3.2). Αξίζει να σημειωθεί στο σημείο αυτό ότι η υιοθέτηση των συνδυαστικών δημοπρασιών έχει νόημα μόνο στο πλαίσιο όπου πραγματοποιείται ανακατανομή φερόντων ανά κυψέλη. Έτσι, στη συνέχεια του παρόντος κεφαλαίου, θεωρείται ότι οι αλγόριθμοι που εφαρμόζονται ανακατανέμουν τους πόρους στους χρήστες που καλείται να εξυπηρετήσει η κυψέλη.

Η διαδικασία εκχώρησης φερόντων μπορεί να μοντελοποιηθεί ως συνδυαστική δημοπρασία, όπου ο ρόλος του δημοπράτη παίζεται από το σταθμό βάσης, τα φέροντα είναι τα αγαθά προς δημοπράτηση και οι χρήστες του δικτύου είναι οι πλειοδότες που ανταγωνίζονται για τα φέροντα. Ο σταθμός βάσης χρεώνει για την προσφερόμενη ισχύ α νομισματικές μονάδες ανά μονάδα ισχύος [94]. Αυτό το σχήμα χρέωσης θα μπορούσε να συσχετιστεί με την τιμολογιακή πολιτική του παρόχου υπηρεσιών του δικτύου. Μια τέτοια προοπτική και ανάλυση είναι εκτός του πλαισίου της παρούσης. Κάθε χρήστης διαθέτει απεριόριστο απόθεμα αυτών των νομισματικών μονάδων αλλά, ως λογικός παίχτης του παιγνίου, προσπαθεί να ικανοποιήσει τις ανάγκες του σε ρυθμό bit με το χαμηλότερο δυνατό κόστος. Όλες οι οντότητες που συμμετέχουν στη διαδικασία γνωρίζουν τους κανόνες της δημοπρασίας και δεσμεύονται να

υπακούν σε αυτούς.

Από τη σκοπιά της θεωρίας παιγνίων, η προτεινόμενη δημοπρασία αποτελεί ένα παίγνιο $\Gamma = [\bar{k} \cup \mathcal{U}_{\bar{k}}, \mathcal{V} \cup \{\mathcal{B}_u^r\}, g_{\bar{k}}^o(\cdot) \cup \{g_u^o(\cdot)\}]$. Οι παίχτες που συμμετέχουν στο παίγνιο είναι ο BS \bar{k} και οι χρήστες που εξυπηρετούνται από αυτό το BS, συμβολικά $u \in \mathcal{U}_{\bar{k}}$. Επομένως, το σύνολο των παιχτών είναι το $\bar{k} \cup \mathcal{U}_{\bar{k}}$. Ο BS καθορίζει την τιμή ανά μονάδα ισχύος $\alpha \in \mathbb{R}^+$, επομένως ο χώρος στρατηγικών για το συμμετέχοντα BS είναι $\mathcal{V} = \mathbb{R}^+$. Κάθε χρήστης u εκφράζει την προτίμησή του αναφέροντας ένα υποσύνολο των διαθέσιμων φερόντων $C_u^r \subseteq C_{av}$ και την εκτίμησή του $v_u^r \in \mathbb{R}^+$ για αυτό το σύνολο φερόντων. Η προσφορά του χρήστη επομένως ορίζεται ως $b_u^r = \langle C_u^r, v_u^r \rangle$ και αποτελεί τη στρατηγική του παίχτη u . Δεδομένου ότι το σύνολο C_u^r μπορεί να είναι οποιοδήποτε υποσύνολο του C_{av} με s_u στοιχεία ($|C_u^r| = s_u$), προκύπτει ότι το C_u^r είναι στοιχείο του s_u -υποσυνόλου του C_{av} . Το s_u -υποσύνολο του C_{av} ορίζεται ως το σύνολο που περιέχει όλα τα υποσύνολα του C_{av} με πληθάνημο s_u και συμβολίζεται με $\mathcal{P}_{s_u}(C_{av})$. Επομένως, $C_u^r \in \mathcal{P}_{s_u}(C_{av})$. Συνεπώς, ο χώρος στρατηγικών για το χρήστη u ορίζεται ως $\mathcal{B}_u^r = \mathcal{P}_{s_u}(C_{av}) \times \mathbb{R}^+$ ενώ $b_u^r \in \mathcal{B}_u^r$ και, τελικά, ο χώρος στρατηγικών για το παίγνιο συνολικά περιγράφεται ως $\mathcal{V} \cup \{\mathcal{B}_u^r\}$. Τέλος, αν $p_u(\mathbf{b}^r)$ είναι η συνάρτηση πληρωμής για το χρήστη u , όπου $\mathbf{b}^r = [b_1^r, \dots, b_u^r, \dots, b_{U_{\bar{k}}}^r]$, η συνάρτηση ωφέλειας $g_u^o(\mathbf{b}^r) = [v_u^r]^+ - p_u(\mathbf{b}^r)$ περιγράφει την ωφέλεια για το χρήστη u που συμμετέχει στη δημοπρασία, όπου

$$[v_u^r]^+ = \begin{cases} v_u^r & \text{εάν η προσφορά } b_u^r \text{ γίνεται δεκτή,} \\ 0 & \text{διαφορετικά.} \end{cases} \quad (3.5)$$

Αντίστοιχα, η συνάρτηση ωφέλειας για το BS είναι η συνολική πρόσδοδος που προκύπτει από τις πληρωμές των χρηστών $g_{\bar{k}}^o(\mathbf{b}^r) = \sum_{u \in \mathcal{U}_{\bar{k}}} p_u(\mathbf{b}^r)$. Η ωφέλεια τόσο του BS όσο και των χρηστών εξαρτάται από τις προσφορές όλων των χρηστών \mathbf{b}^r και τους κανόνες της δημοπρασίας, τα σχήματα εκχώρησης και πληρωμής, όπως αυτά περιγράφονται στη συνέχεια.

Ο Αλγ. 3.1 δίνει την αλγοριθμική αναπαράσταση του προτεινόμενου αλγορίθμου. Στη φάση αρχικοποίησης, το σύνολο των διαθέσιμων φερόντων ταυτίζεται με το σύνολο των φερόντων (Γρ. 1) το σύνολο των εκχωρηθέντων φερόντων C_u είναι κενό (Γρ. 2) και η πληρωμή είναι μηδενική (Γρ. 3) για όλους τους χρήστες. Στην πλευρά των χρηστών, κάθε χρήστης καθορίζει ένα σύνολο C_u^r , το οποίο περιέχει τα s_u καλύτερα διαθέσιμα φέροντα, σύμφωνα με το κριτήριο του κανονικοποιημένου κέρδους $T_{u,n,\bar{k}}$ (Γρ. 6-7). Αυτό είναι το σύνολο των φερόντων που θα αιτηθεί. Κατόπιν, υπολογίζεται η μέση ισχύς που απαιτείται να εκπεμφθεί σ' αυτά τα φέροντα ώστε να καλυφθεί ο απαιτούμενος ρυθμός bit R_u . Καθώς η μέση φασματική απόδοση θα είναι $\bar{b}_u = \frac{R_u}{s_u \Delta f}$, η μέση ισχύς προκύπτει ως $\bar{P}_u^r = \sum_{n \in C_u^r} \frac{2^{b_u} - 1}{T_{u,n,\bar{k}}}$ (Γρ. 8). Συνεπώς, η εκτίμηση για το αιτούμενο σύνολο προκύπτει ως $v_u^r = \alpha \bar{P}_u^r$ (Γρ. 9), η οποία είναι μια γραμμική απεικόνιση από το χώρο της ισχύος στο χώρο των νομισματικών

Αλγόριθμος 3.1: Αλγόριθμος συνδυαστικών δημοπρασιών κατανομής φερό-
ντων

```

1  $\mathcal{C}_{av} \leftarrow \mathcal{N}$ 
2  $\mathcal{C}_u \leftarrow \emptyset, \forall u \in \mathcal{U}_{\bar{k}}$ 
3  $p_u \leftarrow 0, \forall u \in \mathcal{U}_{\bar{k}}$ 
4 repeat
5   foreach  $u \in \mathcal{U}_{\bar{k}}$  do
6      $\hat{\mathcal{C}}_{av} \leftarrow \text{argsort}_{n \in \mathcal{C}_{av}} T_{u,n,\bar{k}}$ 
7      $\mathcal{C}_u^r \leftarrow \left\{ \hat{\mathcal{C}}_{av}(i) : 1 \leq i \leq s_u \right\}$ 
8      $\bar{P}_u^r \leftarrow \sum_{n \in \mathcal{C}_u^r} \frac{\frac{R_u}{2s_u \Delta f} - 1}{T_{u,n,\bar{k}}}$ 
9      $v_u^r \leftarrow \alpha \bar{P}_u^r$ 
10     $\hat{\mathcal{U}} \leftarrow \text{argsort}_{\frac{v_u^r}{\sqrt{s_u}}}$ 
11     $\mathcal{W} \leftarrow \emptyset$ 
12    for  $i = 1$  to  $|\hat{\mathcal{U}}|$  do
13       $u \leftarrow \hat{\mathcal{U}}(i)$ 
14      if  $\mathcal{C}_u^r \subseteq \mathcal{C}_{av}$  then
15         $\mathcal{C}_u \leftarrow \mathcal{C}_u^r$ 
16         $\mathcal{C}_{av} \leftarrow \mathcal{C}_{av} \setminus \mathcal{C}_u^r$ 
17         $\mathcal{U}_{\bar{k}} \leftarrow \mathcal{U}_{\bar{k}} \setminus \{u\}$ 
18         $\mathcal{W} \leftarrow \mathcal{W} \cup \{u\}$ 
19      else
20        for  $j = 1$  to  $|\mathcal{W}|$  do
21           $w \leftarrow \mathcal{W}(j)$ 
22          if  $\mathcal{C}_u^r \cap \mathcal{C}_w \neq \emptyset$  then
23             $p_w \leftarrow \sqrt{s_w} \frac{v_u^r}{\sqrt{s_u}}$ 
24             $\mathcal{W} \leftarrow \mathcal{W} \setminus \{w\}$ 
25            break
26 until  $\mathcal{U}_{\bar{k}} = \emptyset$ 
27 Εκχώρηση των  $\mathcal{C}_u$  φερόντων σε κάθε χρήστη  $u$  της κυψέλης  $\bar{k}$ 

```

μονάδων. Κατόπιν, κάθε χρήστης υποβάλλει την προσφορά του $b_u^r = \langle C_u^r, v_u^r \rangle$.

Στην πλευρά του σταθμού βάσης τώρα, ο σταθμός βάσης συλλέγει τις υποβληθείσες προσφορές και δημιουργεί μια διατεταγμένη λίστα \hat{U} , η οποία περιέχει τους χρήστες σε φθίνουσα διάταξη του λόγου $\frac{v_u^r}{\sqrt{s_u}}$ (Γρ. 10). Ο λόγος αυτός είναι ένα μέτρο που εκφράζει ένα είδος μέσης τιμής ανά φέρον [86]. Ο σταθμός βάσης διατηρεί επίσης μια λίστα νικητών \mathcal{W} (Γρ. 11), η οποία περιέχει τους χρήστες των οποίων η προσφορά έχει γίνει αποδεκτή και δεν έχει καθοριστεί ακόμα η πληρωμή τους. Η λίστα \hat{U} διατρέχεται σειριακά, (Γρ. 12-13). Αν όλα τα φέροντα που αιτείται ο υπό εξέταση χρήστης είναι διαθέσιμα, ανήκουν δηλαδή στο σύνολο των διαθέσιμων φερόντων (Γρ. 14), τότε του εκχωρούνται (Γρ. 15) και αφαιρούνται από το σύνολο των διαθέσιμων φερόντων (Γρ. 16). Δεδομένου ότι ο χρήστης έχει καλύψει τις ανάγκες του, αφαιρείται από το σύνολο των συμμετεχόντων στη δημοπρασία χρηστών (Γρ. 17), ενώ προστίθεται στη λίστα των νικητών ώστε να καθοριστεί, σε επόμενη φάση, η πληρωμή του (Γρ. 18).

Αν η προσφορά του χρήστη δε μπορεί να γίνει να αποδεκτή (Γρ. 19), αυτό οφείλεται στο ότι ένα ή περισσότερα από τα αιτούμενα φέροντά του έχει ήδη εκχωρηθεί σε κάποιο προηγούμενο χρήστη-νικητή με μεγαλύτερη προτεραιότητα, όπως αυτή ορίζεται από τη διατεταγμένη λίστα \hat{U} . Η λίστα των νικητών διατρέχεται σειριακά (Γρ. 20-21) ώστε να βρεθεί ο πρώτος σε προτεραιότητα νικητής w που προκάλεσε την απόρριψη της προσφοράς του εν λόγω χρήστη u (Γρ. 22). Η πληρωμή για το νικητή αυτό καθορίζεται ως $p_w = \sqrt{s_w} \frac{v_w^r}{\sqrt{s_w}}$ (Γρ. 23). Εφόσον η πληρωμή για το νικητή αυτό έχει αποφασιστεί, αυτός απομακρύνεται από τη λίστα των νικητών (Γρ. 24) και η σάρωση της λίστα των νικητών τερματίζεται (Γρ. 25). Το σχήμα πληρωμής που εφαρμόζεται από το σταθμό βάσης θα μπορούσε να συνοψιστεί ως εξής: ο νικητής πληρώνει ανά φέρον τη μέση τιμή της πρώτης προσφοράς που απορρίπτεται εξαιτίας του, προσεγγίζοντας έτσι τις δημοπρασίες δεύτερης τιμής (second-price) [85].

Φτάνοντας στο τέλος της λίστας των συμμετεχόντων χρηστών \hat{U} , ο αλγόριθμος επαναλαμβάνεται με το ανανεωμένο σύνολο των διαθέσιμων φερόντων (Γρ. 4) και μόνο οι χρήστες που δεν έχουν ακόμα λάβει το προκαθορισμένο πλήθος φερόντων (Γρ. 5) συμμετέχουν στη δημοπρασία. Η διαδικασία εκχώρησης ολοκληρώνεται όταν κάθε χρήστης u έχει λάβει s_u φέροντα, πράγμα το οποίο συνεπάγεται ότι η λίστα των συμμετεχόντων χρηστών είναι κενή (Γρ. 26).

Ο τρόπος με τον οποίο πραγματοποιείται η επιλογή των φερόντων που θα συγχροτήσουν το σύνολο C_u^r για κάθε χρήστη είναι συμβατός με τη λογική που θέλει τους χρήστες να προσπαθούν για το καλύτερο κανάλι. Η λογική πίσω από την επιλογή της μετρικής $\bar{P}_u^r = \sum_{n \in C_u^r} \frac{2^{\frac{R_u}{s_u \Delta f}} - 1}{T_{u,n,\bar{k}}}$ ως μέτρο της αξίας για το αιτούμενο σύνολο φερόντων δεν είναι τόσο προφανής. Μια προφανής επιλογή θα ήταν η $\sum_{n \in C_u^r} T_{u,n,\bar{k}}$, η οποία εκφράζει μεμονωμένα την αξιολόγηση του χρήστη για το σύνολο C_u^r . Στην πραγματικότητα, αν ο χρήστης δεν είχε συγκεκριμένες απαιτήσεις σε ρυθμό bit R_u , τότε η στρατηγική του θα ήταν να μεγιστοποιήσει το συνολικό κανονικοποιη-

μένο κέρδος, το οποίο συνακόλουθα θα οδηγούσε σε μεγιστοποίηση του ρυθμού bit. Σκοπός όμως κάθε χρήστη δεν είναι να μεγιστοποιήσει το ρυθμό bit του αλλά να ικανοποιήσει την απαίτησή του σε ρυθμό bit με την ελάχιστη δυνατή ισχύ. Προς αυτή την κατεύθυνση, ο χρήστης δηλώνει ως αξία για το σύνολο φερόντων που ζητά τη μέση ισχύ που αναμένει να απαιτηθεί για το σύνολο αυτό (βλ. (2.18)), δεδομένης της μέσης φασματικής απόδοσης ($\frac{R_u}{s_u \Delta f}$) που απαιτεί να έχουν τα φέροντα του συνόλου.

Από την άλλη πλευρά, ο διεξάγων τη δημοπρασία, που στην προκειμένη περίπτωση είναι ο σταθμός βάσης, διατάσσει του χρήστες σε φθίνουσα σειρά, ως προς το λόγο $\frac{v_u^r}{\sqrt{s_u}}$. Αυτό έχει σαν αποτέλεσμα να δίνεται προτεραιότητα στο χρήστη που απαιτεί τη μεγαλύτερη ισχύ. Η επιλογή αυτή έγινε για δύο λόγους. Ο πρώτος λόγος αφορά στους χρήστες που βρίσκονται στα άκρα της κυψέλης και ως εκ τούτου εμφανίζουν εν γένει χαμηλό κανονικοποιημένο κέρδος καναλιού, σε όλα τα φέροντα, λόγω της μεγάλης απόστασης από το σταθμό βάσης. Όπως προκύπτει και από τον ορισμό του \bar{P}_u^r , χαμηλό κανονικοποιημένο κέρδος συνεπάγεται αύξηση της μέσης απαιτούμενης ισχύος. Συνήθως, οι χρήστες αυτοί, λόγω του επιβαρυσμένου καναλιού, δε μπορούν να εξυπηρετηθούν από το δίκτυο. Αν οι χρήστες που έχουν καλύτερο κανάλι (χαμηλότερη μέση ισχύς) λάβουν προτεραιότητα, τότε οι χρήστες που βρίσκονται στα άκρα της κυψέλης ή εν γένει έχουν χειρότερο κανάλι έχουν ακόμα μικρότερες πιθανότητες να εξυπηρετηθούν. Έτσι, ουσιαστικά, δίνεται προτεραιότητα στους χρήστες που βρίσκονται σε δυσμένεια, από πλευράς ποιότητας καναλιού.

Ο δεύτερος λόγος για την ταξινόμηση των χρηστών σε φθίνουσα διάταξη της μέσης ισχύος σχετίζεται με την ίδια τη φύση του αλγορίθμου και συγκεκριμένα με το γεγονός ότι αποτελείται από διαδοχικές συνδυαστικές δημοπρασίες. Σε κάθε μία από τις διαδοχικές δημοπρασίες, οι χρήστες συγκροτούν το σύνολο C_u^r από τα βέλτιστα φέροντα που περιλαμβάνονται στο σύνολο των διαθέσιμων φερόντων. Αυτό έχει σαν αποτέλεσμα η μέση ισχύς \bar{P}_u^r που δηλώνουν να είναι η ελάχιστη δυνατή, για το δεδομένο σύνολο διαθέσιμων φερόντων. Αν ένας χρήστης δεν εξυπηρετηθεί στην τρέχουσα δημοπρασία, αυτό σημαίνει ότι κάποιο από τα φέροντα του C_u^r έχει ήδη εκχωρηθεί σε κάποιον άλλο χρήστη. Επομένως, το φέρον ή τα φέροντα του C_u^r που στην τρέχουσα δημοπρασία παύουν να είναι διαθέσιμα, στην επόμενη δημοπρασία θα αντικατασταθούν από φέροντα μικρότερου κανονικοποιημένου κέρδους. Αυτό θα έχει σαν αποτέλεσμα την αύξηση της απαιτούμενης ισχύος. Συμπερασματικά, θα λέγαμε ότι δίνεται προτεραιότητα στο χρήστη που απαιτεί τη μεγαλύτερη ισχύ γιατί, αν ο χρήστης αυτός δεν εξυπηρετηθεί, στην επόμενη δημοπρασία φερόντων θα απαιτήσει ακόμα μεγαλύτερη ισχύ.

Ολοκληρώνοντας την παρουσίαση του αλγορίθμου αυτού, αξίζει επίσης να σημειωθεί η κατανομημένη φύση του. Συγκεκριμένα, ο αλγόριθμος που αφορά τη διεξαγωγή κάθε συνδυαστικής δημοπρασίας φερόντων μπορεί να διακριθεί σε δύο μέρη,

το πρώτο μέρος, που αφορά στη διαμόρφωση των προσφορών των χρηστών, και στο δεύτερο μέρος, που αφορά στη διεξαγωγή της δημοπρασίας και στον καθορισμό της εκχώρησης και της πληρωμής.

Το πρώτο μέρος του αλγορίθμου πραγματώνεται στο βρόχο Γρ. 5-9. Επειδή στο μέρος αυτό δεν υπάρχει εμπλοκή του σταθμού βάσης στην επιλογή των φερόντων που συγκροτούν το σύνολο C_u^r ή την αξιολόγηση του συνόλου μέσω της v_u^r , το μέρος αυτό μπορεί να εκτελεστεί ανεξάρτητα από κάθε χρήστη και τα αποτελέσματα, δηλαδή η προσφορά $\langle C_u^r, v_u^r \rangle$, να αποσταλεί στο σταθμό βάσης που είναι υπεύθυνος εν τέλει και για τη διαδικασία της εκχώρησης και πληρωμής. Το δεύτερο μέρος (Γρ. 10-25) περιλαμβάνει την ταξινόμηση των προσφορών (Γρ. 10), την πραγματοποίηση της εκχώρησης (Γρ. 13-18) και τον καθορισμό της πληρωμής (Γρ. 20-25). Η διαδικασία αυτή πραγματοποιείται αποκλειστικά στο σταθμό βάσης και καταλήγει στον καθορισμό του πίνακα εκχώρησης φερόντων (μήτρα \mathbf{C}) και του διανύσματος πληρωμής $\mathbf{p} = [p_1, \dots, p_w, \dots, p_U]$ όλων των χρηστών.

Εκτός από το θέμα του επιμερισμού του υπολογιστικού φόρτου, λόγω της κατανεμημένης φύσης του αλγορίθμου, ο καθορισμός των C_u^r και v_u^r από το χρήστη και η αποστολή αυτών των δεδομένων στο σταθμό βάσης οδηγεί σε δραματική μείωση της πληροφορίας ανάδρασης (feedback) που απαιτείται κατά τη διαδικασία εκχώρησης φερόντων. Σε αντίθεση με το βέλτιστο και τον προσαρμοστικό αλγόριθμο, όπου ο σταθμός βάσης απαιτεί πλήρη γνώση των συνθηκών του καναλιού για να πραγματοποιήσει την εκχώρηση των φερόντων (γνώση των $T_{u,n,\bar{k}}, \forall u \in \mathcal{U}_k, \forall n \in \mathcal{N}$), στην περίπτωση του αλγορίθμου που παρουσιάστηκε παραπάνω, ο σταθμός βάσης δε χρειάζεται να γνωρίζει το (κανονικοποιημένο) κέρδος καναλιού για κάθε φέρον. Στην προτεινόμενη λύση μια επεξεργασμένη, περιορισμένη μορφή της πληροφορίας αυτής αποστέλλεται και μάλιστα μόνον όταν αυτό είναι αναγκαίο. Η δομή του αλγορίθμου προβλέπει ότι οι χρήστες πρέπει να ενημερώνουν το σταθμό βάσης για τις προσφορές τους στέλνοντας τα C_u^r και v_u^r . Επιπλέον, σε μια επόμενη επανάληψη, οι χρήστες που εξακολουθούν να συμμετέχουν στη δημοπρασία ανανεώνουν τις προσφορές τους, αντικαθιστώντας τα μη διαθέσιμα φέροντα με διαθέσιμα και ανανεώνοντας την εκτίμησή τους για το νέο σύνολο των φερόντων. Αν $C_u^{r,a}$ είναι το σύνολο που ο χρήστης u αιτείται στην τρέχουσα επανάληψη ($a = \{1, \dots, A\}$ είναι ένας μετρητής επανάληψης), ενώ $C_u^{r,a-1}$ είναι το αιτούμενο σύνολο της προηγούμενης επανάληψης ($C_u^{r,0} = \emptyset$), τότε ο χρήστης πρέπει να αναφέρει μόνον το υποσύνολο $C_u^{r,a} \setminus C_u^{r,a-1}$. Κατά συνέπεια, για να ενημερώσει το σταθμό βάσης για τις νέες προτιμήσεις του, ο χρήστης αποστέλλει $|C_u^{r,a} \setminus C_u^{r,a-1}| \cdot \lceil \log_2 |C_{av}^a| \rceil$ bits (C_{av}^a είναι το σύνολο των διαθέσιμων φερόντων στην επανάληψη a). Για την αποστολή της εκτίμησης v_u^r στο ανανεωμένο σύνολο φερόντων, υποθέτουμε ότι απαιτούνται l_p bits, πράγμα το οποίο συνεπάγεται μια χβάντωση στην πληροφορία. Τέλος, η επιβάρυνση που προκύπτει στην άνω ζεύξη (UpLink OverHead - ULOH) ανά χρήστη στην επανάληψη

a προκύπτει ως

$$ULOH_{u,a} = |C_u^{r,a} \setminus C_u^{r,a-1}| \cdot \lceil \log_2 |C_{av}^a| \rceil + l_p \quad (3.6)$$

ενώ η συνολική επιβάρυνση ULOH για την εκτέλεση του αλγορίθμου είναι

$$ULOH = \sum_{a=1}^A \sum_{u \in \mathcal{U}_k^a} (|C_u^{r,a} \setminus C_u^{r,a-1}| \cdot \lceil \log_2 |C_{av}^a| \rceil + l_p) \quad (3.7)$$

όπου \mathcal{U}^a είναι το σύνολο των συμμετεχόντων χρηστών στην επανάληψη a . Αντιθέτως, ένας αλγόριθμος που απαιτεί a priori γνώση του κανονικοποιημένου κέρδους καναλιού σε όλα τα φέροντα προκαλεί συνολική επιβάρυνση

$$ULOH = U_{\bar{k}} N l_p \quad (3.8)$$

Θα πρέπει να καταστεί σαφές ότι η υπεροχή, από την οπτική της μείωσης της πληροφορίας ανάδρασης, του αλγορίθμου συνδυαστικών δημοπρασιών βασίζεται στην υπόθεση ότι οι χρήστες αξιολογούν διαφορετικά το ίδιο φέρον, το κανάλι δηλαδή εμφανίζει πολύοδη διάδοση η οποία και οδηγεί σε multiuser diversity². Στην αντίθετη περίπτωση που όλοι οι χρήστες έχουν την ίδια σειρά προτίμησης για τα φέροντα, τότε η πληροφορία ανάδρασης που απαιτείται είναι πολλαπλάσια σε σχέση με αλγορίθμους που απαιτούν πλήρες CSI, καθώς ο χρήστης πρέπει, εκτός από τη μέση ισχύ που απαιτεί, να αναφέρει και τα φέροντα τα οποία αιτείται, μια πληροφορία που οι αλγόριθμοι με πλήρες CSI δε χρειάζονται.

Ολοκληρώνοντας την παρουσίαση του αλγορίθμου συνδυαστικών δημοπρασιών, θα αναφερθούμε τώρα στην υπολογιστική πολυπλοκότητά του. Η πρώτη παρατήρηση που πρέπει να γίνει είναι ότι πραγματοποιούνται το πολύ $U_{\bar{k}}$ δημοπρασίες έως ότου όλοι οι $U_{\bar{k}}$ χρήστες να έχουν λάβει το απαιτούμενο πλήθος φερόντων. Στη χειρότερη περίπτωση, τουλάχιστον ένας χρήστης εξυπηρετείται σε κάθε δημοπρασία, οπότε ο **repeat** βρόχος (Γρ. 4-26) θα εκτελεστεί το πολύ $U_{\bar{k}}$ φορές. Ο βρόχος των χρηστών (Γρ. 5-9), εκτελείται από κάθε χρήστη ξεχωριστά, περιλαμβάνει μια διαδικασία διάταξης και γραμμικούς υπολογισμούς σε σύνολα μεγέθους N . Συνεπώς, η πολυπλοκότητα αυτού του βρόχου, από την πλευρά κάθε χρήστη που τον εκτελεί, είναι $\mathcal{O}(U_{\bar{k}} N \log N)$.

Στην πλευρά του σταθμού βάσης (Γρ. 10-25), η διαδικασία διάταξης της Γρ. 10 οδηγεί σε μια συνολική πολυπλοκότητα $\mathcal{O}(U_{\bar{k}}^2 \log U_{\bar{k}})$. Δεδομένου ότι στη χειρότερη περίπτωση $|\hat{\mathcal{U}}| = U_{\bar{k}}$, ο **for** βρόχος (Γρ. 12-25) εκτελείται το πολύ $U_{\bar{k}}$ φορές. Η διαδικασία εκχώρησης της δημοπρασίας (Γρ. 13-18) περιλαμβάνει γραμμικούς

²Σε περίπτωση που το κανάλι δεν είναι επιλεκτικό ως προς τη συχνότητα, η ιδιότητα αυτή μπορεί να προκληθεί χρησιμοποιώντας τεχνικές ευκαιριακής διαμόρφωσης λοβού (opportunistic beamforming) [100]

υπολογισμούς σε σύνολα μεγέθους N . Επομένως, η πολυπλοκότητα αυτού του τμήματος είναι $\mathcal{O}(U_{\bar{k}}^2 N)$. Για τη διαδικασία πληρωμής της δημοπρασίας (Γρ. 20-25), θα πρέπει να παρατηρηθεί ότι κάθε χρήστης θα βρεθεί στη λίστα των νικητών \mathcal{W} ακριβώς μία φορά. Αυτό οδηγεί στο συμπέρασμα ότι ο **for** βρόχος (Γρ. 20-25) θα εκτελεστεί συνολικά το πολύ $U_{\bar{k}}$ φορές. Τέλος, λαμβάνοντας υπόψη ότι η διαδικασία πληρωμής περιλαμβάνει υπολογισμούς γραμμικής πολυπλοκότητας σε σύνολα μεγέθους N , συμπεραίνουμε ότι αυτό το τμήμα του αλγορίθμου εμφανίζει $\mathcal{O}(U_{\bar{k}}^2 N)$ πολυπλοκότητα.

Υποθέτοντας ότι $\log N \leq U_{\bar{k}} \leq N$, η πολυπλοκότητα του αλγορίθμου μπορεί να περιγραφεί συνολικά ως $\mathcal{O}(U_{\bar{k}}^2 N)$.

3.3.3 Δύο χρήστες - Δύο φέροντα - Μία κυψέλη

Πριν προχωρήσουμε στην παρουσίαση των αποτελεσμάτων, θα αναφερθούμε στην παρούσα παράγραφο σε ένα απλό παράδειγμα, όπου σε μια κυψέλη υπάρχουν μόνο δύο χρήστες ($u = 1$ και $u = 2$) οι οποίοι ανταγωνίζονται για δύο φέροντα ($n = 1$ και $n = 2$), καθείς για ένα ($s_1 = s_2 = 1$). Για λόγους ευκολίας, υποθέσαμε $R_1 = R_2 = \Delta f \frac{bps}{Hz}$, ώστε $2^{s_u \Delta f} - 1 = 1$, $u = 1, 2$.

Στην απλή αυτή περίπτωση, ο αλγόριθμος κατανομής φερόντων καλείται να αποφασίσει ποια από τις δύο δυνατές εκχωρήσεις θα πραγματοποιήσει:

- Ο χρήστης 1 παίρνει το φέρον 1 και ο χρήστης 2 το φέρον 2 ($P_T = \frac{1}{T_{1,1}} + \frac{1}{T_{2,2}}$).
- Ο χρήστης 1 παίρνει το φέρον 2 και ο χρήστης 2 το φέρον 1 ($P_T = \frac{1}{T_{1,2}} + \frac{1}{T_{2,1}}$).

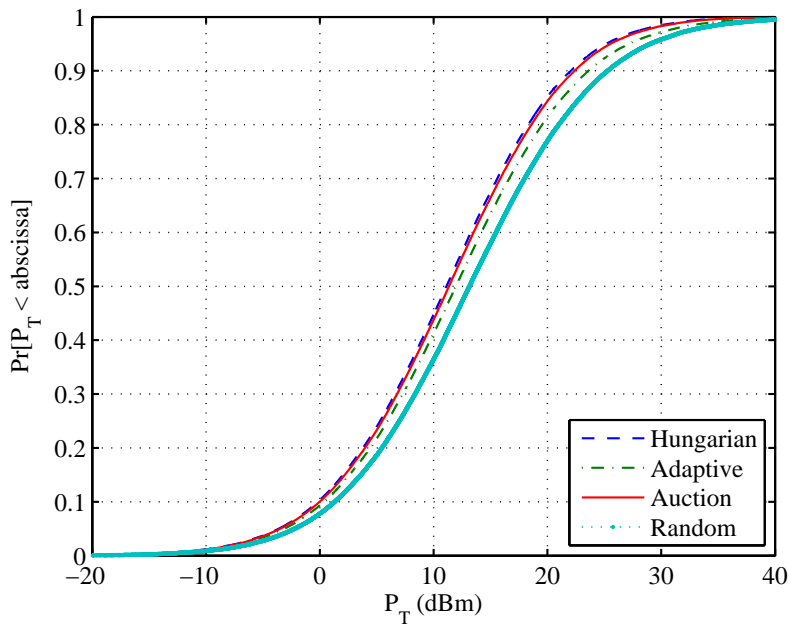
όπου ως $P_T = P_1 + P_2$ συμβολίζεται η συνολική απαιτούμενη ισχύς και $P_n = \frac{1}{T_{u,n}}$, $n = 1, 2$ η ισχύς που εκπέμπεται στο φέρον n . Για λόγους απλοποίησης του συμβολισμού, ο δείκτης k της κυψέλης έχει παραλειφθεί. Στον Πιν. 3.4, περιγράφεται συνοπτικά πώς πραγματοποιείται η κατανομή των φερόντων και πώς προκύπτει τελικά η συνολική ισχύς για τέσσερις διαφορετικούς αλγορίθμους, το βέλτιστο (Hungarian) (§2.4.6), τον Προσαρμοστικό (Adaptive) (Αλγ. 2.8), τον προτεινόμενο αλγόριθμο συνδυαστικών δημοπρασιών (Auction) (Αλγ. 3.1) και τον τυχαίο (Random) (Αλγ. 2.6) αλγόριθμο. Όσον αφορά το χρησιμοποιούμενο συμβολισμό, n_1 και n_2 είναι τα φέροντα που εκχωρούνται στους χρήστες 1 και 2 αντίστοιχα, και p μια τυχαία δυαδική μεταβλητή με τιμή 0 ή 1.

Σύμφωνα με τα παραπάνω, πραγματοποιήθηκαν 10^5 Monte Carlo επαναλήψεις της διαδικασίας εκχώρησης, σύμφωνα με τις παραμέτρους που δίνονται παρακάτω στον Πιν. 3.5, εκτός αν έχει ήδη οριστεί διαφορετικά. Τα δύο φέροντα, για τα οποία ανταγωνίζονται οι δύο χρήστες, επιλέγονται τυχαία από το σύνολο των $N = 128$ φερόντων.

Από το Σχ. 3.1 παρατηρούμε κατ' αρχήν τη σειρά κατάταξης των αλγορίθμων όσον αφορά την συνολικά απαιτούμενη ισχύ. Ο βέλτιστος αλγόριθμος απαιτεί τη

Hungarian	$P_T \leftarrow \min \left(\frac{1}{T_{1,1}} + \frac{1}{T_{2,2}}, \frac{1}{T_{1,2}} + \frac{1}{T_{2,1}} \right)$
Adaptive	$n_1 \leftarrow \arg \max_n T_{1,n}$ $n_2 \leftarrow 3 - n_1$ $P_T \leftarrow \frac{1}{T_{1,n_1}} + \frac{1}{T_{2,n_2}}$
Auction	$n_1 \leftarrow \arg \max_n T_{1,n}, n_2 \leftarrow \arg \max_n T_{2,n}$ if $\frac{1}{T_{1,n_1}} \geq \frac{1}{T_{2,n_2}}$ then if $n_2 = n_1$ then $n_2 \leftarrow 3 - n_1$ else if $n_1 = n_2$ then $n_1 \leftarrow 3 - n_2$ $P_T \leftarrow \frac{1}{T_{1,n_1}} + \frac{1}{T_{2,n_2}}$
Random	$P_T \leftarrow p \left(\frac{1}{T_{1,1}} + \frac{1}{T_{2,2}} \right) + (1 - p) \left(\frac{1}{T_{1,2}} + \frac{1}{T_{2,1}} \right)$

Πίνακας 3.4: Αλγόριθμοι κατανομής φερόντων για το απλό παράδειγμα των δύο χρηστών - δύο φερόντων



Σχήμα 3.1: Αθροιστική συνάρτηση κατανομής της συνολικά απαιτούμενης ισχύος

χαμηλότερη ισχύ (βρίσκεται αριστερότερα όλων), ακολουθεί ο αλγόριθμος δημοπρασιών πολύ κοντά στο βέλτιστο αλγόριθμο, έπεται ο προσαρμοστικός αλγόριθμος ενώ ο τυχαίος αλγόριθμος είναι αυτός που απαιτεί τη μεγαλύτερη ισχύ (βρίσκεται δεξιότερα όλων). Επιπρόσθετα, Μπορούμε να σημειώσουμε ότι το αποτέλεσμα του προσαρμοστικού αλγορίθμου ταυτίζεται με το αποτέλεσμα του βέλτιστου αλγορίθμου (επιλέγουν την ίδια κατανομή φερόντων) στο 75% των επαναλήψεων, το ποσοστό αυτό γίνεται 91% για τον αλγόριθμο συνδυαστικών δημοπρασιών ενώ πέφτει στο 50% για τον τυχαίο αλγόριθμο, το οποίο είναι στατιστικά αναμενόμενο.

3.3.4 Αποτελέσματα προσομοίωσης

Το προσομοιούμενο OFDMA δίκτυο

Για τον προσδιορισμό της επίδοσης των αλγορίθμων κατανομής φερόντων πραγματοποιήθηκε κατ' αρχήν μια σειρά προσομοιώσεων σε ένα OFDMA δίκτυο μοναδικής κυψέλης, με σκοπό να σχηματιστεί η επίδοση των αλγορίθμων σε ένα περιβάλλον απαλλαγμένο από παρεμβολές. Οι κυριότερες παράμετροι του προσομοιούμενου δικτύου συνοψίζονται στον Πιν. 3.5.

Μία παράμετρος του προσομοιούμενου δικτύου στην οποία αξίζει να γίνει περαιτέρω αναφορά είναι η εφαρμογή του ITU Pedestrian B (εφεξής Ped-B) μοντέλου καναλιού. Το Ped-B, όπως ορίζεται στο [101], περιγράφει ένα κανάλι που υφίσταται πολυδιαδρομική διάδοση. Συγκεκριμένα, το μοντέλο προβλέπει ότι το εκπεμπόμενο σήμα φθάνει στο δέκτη από 6 διαφορετικές διαδρομές (taps) με ενεργή καθυστέρηση (r.m.s delay) $\tau_{rms} = 633.42ns$. Αυτή η rms καθυστέρηση οδηγεί σε ένα εύρος ζώνης συνοχής $B_c = 315.75kHz$ εντός του οποίου η συσχέτιση του καναλιού υπερβαίνει το 0.5.

Η τιμή αυτή για το εύρος ζώνης συνοχής, συνεπάγεται δύο πράγματα. Εν πρώτοις, παρατηρείται ότι $\Delta f < B_c$, πράγμα το οποίο σημαίνει ότι κάθε φέρον υπόκειται σε επίπεδες διαλείψεις. Ως εκ τούτου, η απόκριση του καναλιού μπορεί να θεωρηθεί σταθερή στο εύρος ζώνης του φέροντος. Το συμπέρασμα αυτό είναι ιδιαίτερα σημαντικό για την προσομοίωση του OFDMA δικτύου, καθώς κάθε φέρον μπορεί να θεωρηθεί ως μία αυτοτελής οντότητα η οποία αντιπροσωπεύεται στην προσομοίωση με την κεντρική της συχνότητα ($f_n = f_c - BW/2 + (n-1/2)\Delta f$, $n \in \mathcal{N}$). Η δεύτερη παρατήρηση είναι ότι $BW > B_c$. Αυτό έχει σαν αποτέλεσμα το κανάλι, συνολικά, να υφίσταται επιλεκτικές ως προς τη συχνότητα διαλείψεις³. Σε συνδυασμό με το προηγούμενο συμπέρασμα, αυτό σημαίνει ότι ο χρήστης αντιλαμβάνεται διαφορετικό κέρδος για κάθε φέρον.

Επιπλέον, επειδή οι επιλεκτικές ως προς τη συχνότητα διαλείψεις στο εύρος ζώνης του καναλιού είναι ανεξάρτητες μεταξύ των διαφορετικών χρηστών, αυτό

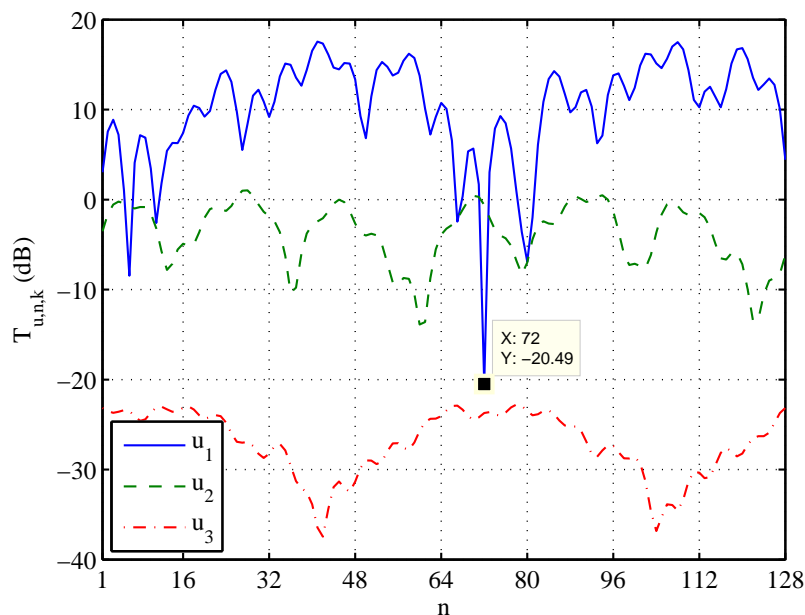
³Οι επιλεκτικές ως προς τη συχνότητα διαλείψεις δεν προκαλούν διασυμβολική παρεμβολή στο επίπεδο της ζεύξης εξαιτίας της χρήσης του κυκλικού προθέματος (CP) (βλ. §1.1.2).

Πίνακας 3.5: Παράμετροι προσομοιούμενου δικτύου OFDMA

Πλήθος εξαγωνικών κυψελών	$K = 1$
Ακτίνα εξαγωνικών κυψελών	$R = 1 \text{ km}$
Κεντρική συχνότητα	$f_c = 2.5 \text{ GHz}$
Διαθέσιμο εύρος ζώνης	$BW = 10 \text{ MHz}$
Πλήθος OFDM φερόντων	$N = 128$
Απόσταση φερόντων	$\Delta f = 78.125 \text{ kHz}$
Προσαρμοστική διαμόρφωση	QPSK ($b = 2 \frac{\text{bits}}{\text{symbol}}$)
	16-QAM ($b = 4 \frac{\text{bits}}{\text{symbol}}$)
	64-QAM ($b = 6 \frac{\text{bits}}{\text{symbol}}$)
Αιτούμενος ρυθμός bit	$R_u = 2048 \text{ kbps}$
Ρυθμός εσφαλμένων συμβόλων	$P_{e_u} = 10^{-4}$
Μέγιστη ισχύς εκπομπής του BS	$P_{BS}^{max} = 43 \text{ dBm}$
Κέρδος κεραίας BS	$G_{BS}^{Tx} = 16 \text{ dBi}$; Ομοιοκατευθυντική
Κέρδος κεραίας χρήστη	$G_{MS}^{Rx} = 0 \text{ dBi}$; Ομοιοκατευθυντική
Μοντέλο διάδοσης	COST-Hata-Model [64]
Ύψος κεραίας BS	$h_{BS} = 32 \text{ m}$
Ύψος κεραίας χρήστη	$h_{MS} = 1.5 \text{ m}$
Συντελεστής σκίασης	$\sigma_{shadowing} = 8.9 \text{ dB}$
Μοντέλο καναλιού	ITU Pedestrian B [101]
Φασματική πυκνότητα ισχύος θορύβου	$N_0 = -174 \frac{\text{dBm}}{\text{Hz}}$
Συντελεστής θορύβου χρήστη	$F_{MS}^{Rx} = 7 \text{ dB}$
Μήκος αναφοράς ανάδρασης	$l_p = 6 \text{ bits}$ [11, §8.4.12.3]

έχει σαν αποτέλεσμα διαφορετικοί χρήστες να αντιλαμβάνονται διαφορετικό κέρδος για το ίδιο φέρον. Το φαινόμενο αυτό καλείται multiuser diversity και είναι ένα από τα σημαντικότερα χαρακτηριστικά που αξιοποιεί η OFDMA τεχνική πολλαπλής πρόσβασης.

Προς επίρρωση των προηγούμενων, στο Σχ. 3.2 απεικονίζεται το κανονικοποιημένο κέρδος καναλιού (βλ. (2.11) όπου το κέρδος καναλιού $G_{u,n,k}$ περιλαμβάνει και την επίδραση του Ped-B καναλιού) ως προς τη συχνότητα για τρεις διαφορετικούς χρήστες (u_1 , u_2 , u_3). Κατ' αρχήν, ο χρήστης u_1 εμφανίζει διακυμάνσεις του κανονικοποιημένου κέρδους του με εύρος 40dB. Αντίστοιχα και οι δύο άλλοι χρήστες εμφανίζουν διακυμάνσεις, μικρότερου όμως εύρους. Ως προς το multiuser diversity, χαρακτηριστικό παράδειγμα είναι το φέρον $n = 72$, το οποίο και σημειώνεται στο σχήμα. Ενώ για τους χρήστες u_2 και u_3 το φέρον αυτό είναι (κοντά) στο μέγιστο κανονικοποιημένο κέρδος, για το χρήστη u_1 βρίσκεται σε βαθιά διάλειψη. Είναι σαφές ότι το φέρον $n = 72$ δε θα πρέπει να εκχωρηθεί στο χρήστη u_1 . Όπως όμως προκύπτει από το σχήμα, το φέρον αυτό δε θα μείνει αχρησιμοποίητο αφού υπάρχουν χρήστες, οι u_2 και u_3 , που το φέρον αυτό είναι κατάλληλο για χρήση.



Σχήμα 3.2: Κανονικοποιημένο κέρδος καναλιού τριών χρηστών

Διαδικασία προσομοίωσης

Αφού οριστούν οι παράμετροι του προσομοιούμενου δικτύου, ξεκινά η διαδικασία της προσομοίωσης. Ένας νέος χρήστης u εμφανίζεται σε τυχαία θέση, εντός της γεωγραφικής περιοχής κάλυψης του δικτύου. Η θέση του χρήστη ορίζεται ως μία ομοιόμορφα κατανομημένη δισδιάστατη τυχαία μεταβλητή. Ο αιτούμενος ρυθμός bit του χρήστη ορίζεται σε R_u ενώ ο απαιτούμενος ρυθμός εσφαλμένων συμβόλων ορίζεται σε Pe_u .

Αφού ο χρήστης είναι πλέον μια καλά ορισμένη οντότητα, τον έλεγχο αναλαμβάνει η διαδικασία εκχώρησης πόρων. Το πλαίσιο διαχείρισης ασυρμάτων πόρων περιγράφηκε αναλυτικά σε προηγούμενο κεφάλαιο (βλ. §2.3). Υπενθυμίζεται ότι το πλαίσιο RRM περιλαμβάνει τρεις διεργασίες, οι οποίες εκτελούνται διαδοχικά:

- Διαδικασία επιλογής σταθμού βάσης
- Διαδικασία εκχώρησης φερόντων
 - Καθορισμός πλήθους φερόντων
 - Εκχώρηση φερόντων
- Διαδικασία καθορισμού διαμόρφωσης και ελέγχου ισχύος

Στην προσομοίωση που πραγματοποιήθηκε, η διαδικασία επιλογής σταθμού βάσης δεν ακολουθεί πλέον κάποια από τις προσεγγίσεις που περιγράφηκαν στην §2.3.1 αλλά ο χρήστης εξυπηρετείται από το σταθμό βάσης που αντιστοιχεί στην κυψέλη εντός της οποίας βρίσκεται. Η επιλογή αυτή επιβάλλεται από τη δομή της προσομοίωσης, όπως θα γίνει φανερό παρακάτω.

Αναφορικά με τη διαδικασία εκχώρησης φερόντων, όπως τονίστηκε και προηγούμενα στο παρόν κεφάλαιο, χρησιμοποιείται ο αλγόριθμος καθορισμού πλήθους φερόντων όπως αυτός περιγράφηκε στην §2.3.2. Εξαιρέση αποτελεί ο τυχαίος αλγόριθμος, όπου θεωρείται παντελής έλλειψη γνώσης των συνθηκών του καναλιού (CSI). Για το λόγο αυτό, στην περίπτωση αυτή υπετέθη ότι το πλήθος των φερόντων κατανέμεται στους χρήστες ανάλογα με τον αιτούμενο ρυθμό bit [48]. Έστω s_u το πλήθος των φερόντων που αποφασίζεται να εκχωρηθούν στο χρήστη u ο οποίος εξυπηρετείται από την κυψέλη k . Το πλήθος των φερόντων που προκύπτουν από τον αναλογικό κανόνα θα είναι $s_u^p = \left\lfloor \frac{R_u}{\sum_{u \in U_k} R_u} N \right\rfloor$. Για να υπάρχει συμφωνία με τον Αλγ. 2.1, όπου ισχύει $s_u \leq s_u^{max}$, επιλέγεται τελικώς $s_u = \min\{s_u^p, s_u^{max}\}$.

Ολοκληρώνοντας την αναφορά στις διαδικασίες διαχείρισης ασυρμάτων πόρων, η διαδικασία καθορισμού διαμόρφωσης και ελέγχου ισχύος παραμένει ως περιγράφηκε στον Αλγ. 2.3.

Εκτός του πλαισίου RRM, αφού αποφασιστεί η εξυπηρέτηση ή μη του νέου χρήστη, ο έλεγχος επιστρέφει στη διαδικασία προσομοίωσης και υπολογίζονται τα

μέτρα αποδοτικότητας που θα παρουσιαστούν στη συνέχεια. Αν αποφασισθεί ότι ο υπό εξέταση χρήστης δε μπορεί να εξυπηρετηθεί από το δίκτυο, τότε απορρίπτεται άπαξ και δεν επανέρχεται με νέο αίτημα εξυπηρέτησης.

Νέοι χρήστες αιτούνται εισαγωγής στο δίκτυο, μέχρις ότου το πλήθος των χρηστών που έχουν επιδιώξει να εξυπηρετηθούν από κάποια κυψέλη του δικτύου να φθάσει ένα προκαθορισμένο όριο U_k^{lim} για κάθε κυψέλη του δικτύου. Η επιλογή του σταθμού βάσης με χωρικά κριτήρια επιβάλλεται από την επιλογή σταθερού πλήθους χρηστών ανά κυψέλη. Στην περίπτωση που εξετάζεται εδώ του δικτύου μοναδικής κυψέλης, το όριο αυτό έχει τεθεί στους $U_k^{lim} = 30$ χρήστες ανά κυψέλη. Η επιλογή αυτή έγινε με γνώμονα τη σύγκλιση των αποτελεσμάτων, όπως αυτά θα παρουσιαστούν στη συνέχεια.

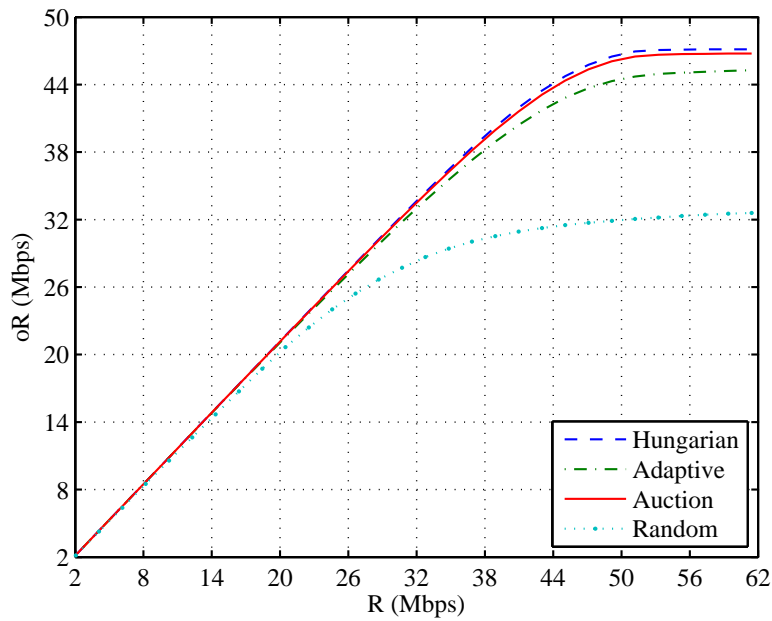
Αποτελέσματα προσομοίωσης

Τα αποτελέσματα που ακολουθούν έχουν προκύψει από 5000 Monte Carlo επαναλήψεις για κάθε προσομοιούμενο αλγόριθμο κατανομής φερόντων. Στα διαγράμματα που ακολουθούν παρουσιάζονται οι μέσες τιμές των αντιστοίχων μετρικών για αυτές τις 5000 επαναλήψεις. Στα επόμενα, με \bar{k} συμβολίζεται η κεντρική και μοναδική κυψέλη του δικτύου.

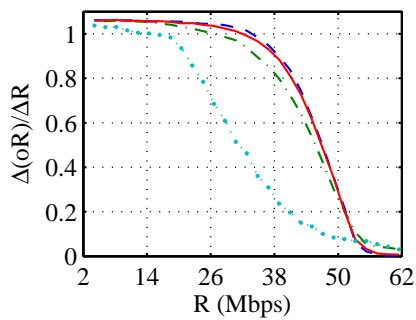
Προσφερόμενος ρυθμός bit Στο Σχ. 3.3a απεικονίζεται ο προσφερόμενος ρυθμός bit της κυψέλης \bar{k} προς τον αιτούμενο ρυθμό bit. Ο προσφερόμενος ρυθμός bit ορίζεται ως $\bar{R} = \Delta f \sum_{u \in \mathcal{U}_{\bar{k}}} \sum_{n \in \mathcal{C}_u} b_{n, \bar{k}}$ ενώ ο αιτούμενος ρυθμός bit ορίζεται ως $R = \sum_{u=1}^{U_{\bar{k}}^c} R_u$, καθώς το $U_{\bar{k}}^c$, το πλήθος των χρηστών που αιτούνται εξυπηρέτησης από την κυψέλη \bar{k} , αυξάνει από 1 έως $U_{\bar{k}}^{lim}$.

Το πρώτο στοιχείο που παρατηρείται στο διάγραμμα αυτό είναι η σειρά κατάταξης των αλγορίθμων, αναφορικά με την επίδοσή τους στην εν λόγω μετρική. Κατ' αρχήν, είναι σαφές ότι ο Hungarian αλγόριθμος εμφανίζει την καλύτερη επίδοση σε όλο το εύρος του αιτούμενου ρυθμού bit. Το αποτέλεσμα αυτό είναι αναμενόμενο, αφού, όπως επισημάνθηκε και προηγούμενα, ο Hungarian αλγόριθμος παρέχει τη βέλτιστη λύση στο πρόβλημα της εκχώρησης φερόντων, δεδομένου του πλήθους των φερόντων ανά χρήστη. Δεύτερος σε επίδοση αλλά αρκετά κοντά στον Hungarian αλγόριθμο, βρίσκεται ο προτεινόμενος αλγόριθμος συνδυαστικών δημοπρασιών. Τρίτος σε επίδοση αλλά επίσης αρκετά κοντά στους δύο προηγούμενους αλγορίθμους εμφανίζεται ο προσαρμοστικός αλγόριθμος. Τέλος, τέταρτος σε επίδοση και μάλιστα με σχετικά μεγάλη απόσταση από τους προηγούμενους τρεις αλγορίθμους για υψηλές τιμές του αιτούμενου ρυθμού bit ακολουθεί ο τυχαίος αλγόριθμος.

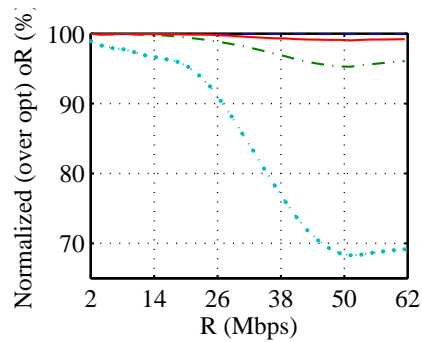
Η δεύτερη παρατήρηση που προκύπτει από το σχήμα είναι αυτή ακριβώς η μεγάλη απόσταση στην επίδοση του τυχαίου αλγορίθμου σε σχέση με τους υπόλοιπους τρεις. Συγκεκριμένα, για αιτούμενο ρυθμό 61.44Mbps, ο προσαρμοστικός



(a) Προσφερόμενος ρυθμός bit oR



(b) Ρυθμός μεταβολής του προσφερόμενου ρυθμού bit $\frac{\Delta(oR)}{\Delta R}$



(c) Κανονικοποιημένος (ως προς το βέλτιστο) προσφερόμενος ρυθμός bit

Σχήμα 3.3: Προσφερόμενος ρυθμός bit προς αιτούμενο ρυθμό bit

αλγόριθμος προσφέρει 45.28Mbps ενώ ο τυχαίος αλγόριθμος 32.59Mbps, διαφορά 12.69Mbps, η οποία είναι ιδιαίτερα μεγάλη συγκριτικά με την απόλυτη τιμή του προσφερόμενου ρυθμού. Η χειρότερη επίδοση του τυχαίου αλγορίθμου είναι αναμενόμενη ως απόρροια της μη γνώσης/αξιοποίησης των συνθηκών του καναλιού. Η κυριότερη διαφορά μεταξύ του τυχαίου αλγορίθμου και των υπολοίπων τριών είναι ότι δεν αξιοποιεί τη γνώση του CSI κατά τη διαδικασία εκχώρησης φερόντων, τόσο στον καθορισμό του πλήθους των φερόντων όσο και στην καθεαυτό διαδικασία εκχώρησης. Παρά το γεγονός ότι η προσέγγιση αυτή εξοικονομεί πόρους, από την άποψη ότι μηδενίζει την απαιτούμενη πληροφορία ανάδρασης για το CSI, φαίνεται ότι έχει ιδιαίτερα δυσμενή επίδραση στην επίδοση του αλγορίθμου, συμπέρασμα που ενισχύεται και από τις μετρικές που ακολουθούν.

Μία τρίτη παρατήρηση αφορά στην ικανότητα του δικτύου να ικανοποιεί τις απαιτήσεις σε ρυθμό bit. Όπως είναι αναμενόμενο, λόγω των περιορισμένων πόρων που έχει στη διάθεσή του το δίκτυο, δεν είναι σε θέση να ικανοποιήσει οποιαδήποτε εισερχόμενη αίτηση σε ρυθμό bit. Το δίκτυο είναι σε θέση να ικανοποιεί πλήρως τις απαιτήσεις σε ρυθμό bit όταν ο προσφερόμενος ρυθμός bit είναι μεγαλύτερος του αιτούμενου ρυθμού bit, συμβολικά $\alpha R \geq R$. Στον Πιν. 3.6 δίνεται ο μέγιστος αιτούμενος ρυθμός bit για τον οποίο ο προσφερόμενος ρυθμός είναι μεγαλύτερος αυτού ($\max \{R | \alpha R \geq R\}$). Ο αιτούμενος αυτός ρυθμός bit είναι ο μέγιστος εξασφαλισμένος.

	R (Mbps)	αR (Mbps)
Hungarian	43.01	43.47
Adaptive	43.01	43.10
Auction	38.91	38.92
Random	20.48	20.65

Πίνακας 3.6: Μέγιστος εξασφαλισμένος αιτούμενος ρυθμός bit

Αξίζει να σημειωθεί ότι οι τρεις αλγόριθμοι που αξιοποιούν το CSI εξασφαλίζουν φασματική απόδοση (spectral efficiency) που προσεγγίζει τα 4 bps/Hz ενώ η αντίστοιχη εξασφαλισμένη φασματική απόδοση για τον τυχαίο αλγόριθμο είναι περίπου 2 bps/Hz.

Στο Σχ. 3.3b απεικονίζεται ο ρυθμός μεταβολής του προσφερόμενου ρυθμού bit προς τον αιτούμενο ρυθμό bit. Το σχήμα αυτό αποσκοπεί στο να καταδείξει τη δυναμική των αλγορίθμων καθώς αυξάνει ο αιτούμενος ρυθμός bit. Κατ' αρχήν, παρατηρείται ότι υπάρχει ένα διάστημα, διαφορετικό για κάθε αλγόριθμο, όπου ο ρυθμός μεταβολής είναι μεγαλύτερος της μονάδας. Ο ρυθμός μεταβολής του προσφερόμενου ρυθμού bit εμφανίζεται γνήσια μεγαλύτερος της μονάδας εξαιτίας του γεγονότος ότι ο προσφερόμενος ρυθμός bit για ένα χρήστη, αν αυτός τελικά εξυ-

πηρετηθεί, δίνεται από τη σχέση $\circ R_u = b_{min} \Delta f \left\lceil \frac{R_u}{b_{min} \Delta f} \right\rceil = s_u^{max} b_{min} \Delta f$, για τα δεδομένα επίπεδα διαμόρφωσης και τον αλγόριθμο καθορισμού διαμόρφωσης. Μια πρώτη παρατήρηση αφορά στην καμπύλη του τυχαίου αλγορίθμου. Παρατηρείται ότι ο ρυθμός μεταβολής του προσφερόμενου ρυθμού δεδομένων ακολουθεί εξ' αρχής φθίνουσα πορεία. Αυτό μας οδηγεί στο συμπέρασμα ότι ο αλγόριθμος εμφανίζει εγγενή αδυναμία να αντιμετωπίσει την αύξηση του αιτούμενου ρυθμού δεδομένων.

Το δεύτερο συμπέρασμα αφορά στη μορφή της καμπύλης που εμφανίζουν οι τρεις αλγόριθμοι που αξιοποιούν το CSI, η οποία είναι διαφορετική από την αντίστοιχη του τυχαίου αλγορίθμου. Οι τρεις αυτοί αλγόριθμοι εμφανίζουν σταθερό ρυθμό μεταβολής για ένα εύρος του αιτούμενου ρυθμού bit (μέχρι τα 20Mbps αιτούμενου ρυθμού bit). Στο εύρος αυτό, οι αλγόριθμοι αντιμετωπίζουν αποτελεσματικά την αύξηση του αιτούμενου ρυθμού bit. Στο εύρος 20Mbps-40Mbps, ο σταθερός ρυθμός μεταβολής ακολουθείται από μία προοδευτική μείωση, που τον οδηγεί περίπου στο 72.46%-83.83%. Η μείωση αυτή στο ρυθμό μεταβολής δηλώνει ότι η εξυπηρέτηση των εισερχόμενων αιτήσεων γίνεται ολοένα και δυσκολότερη, καθώς αυξάνει ο αιτούμενος ρυθμός bit. Πάρα ταύτα, σε συνδυασμό με το προηγούμενο συμπέρασμα, οι αλγόριθμοι κατορθώνουν να ικανοποιήσουν τις εισερχόμενες αιτήσεις. Το διάστημα αυτό της ομαλής μείωσης ακολουθείται από ένα βραχύ διάστημα δριμείας μείωσης, η οποία οδηγεί το ρυθμό μεταβολής σχεδόν σε ολοκληρωτικό μηδενισμό. Συγκεκριμένα, ο ρυθμός μεταβολής είναι μικρότερος του 10% όταν ο αιτούμενος ρυθμός bit φτάσει τα 52Mbps.

Μια τελευταία παρατήρηση αφορά στη σύγκλιση των αποτελεσμάτων με αναφορά στη μορφή που ακολουθούν οι καμπύλες όλων των αλγορίθμων όταν ο αιτούμενος ρυθμός bit υπερβαίνει τα 52Mbps. Από το Σχ. 3.3b προκύπτει ότι όταν ο αιτούμενος ρυθμός bit είναι 61.44Mbps, η οποία είναι η τελευταία τιμή που προσομοιώθηκε, ο ρυθμός μεταβολής του προσφερόμενου ρυθμού bit είναι εξαιρετικά χαμηλός, προσεγγίζοντας το μηδέν. Αυτό συνεπάγεται ότι περαιτέρω προσθήκη χρηστών στο σύστημα και αντίστοιχη αύξηση του αιτούμενου ρυθμού bit θα οδηγούσε σε ελάχιστη αύξηση του προσφερόμενου ρυθμού bit, καθώς στο σημείο αυτό το σύστημα έχει κορεστεί και δε μπορεί πλέον να εξυπηρετήσει νέους χρήστες. Σύμφωνα με το κριτήριο αυτό επελέγη και η τιμή U_k^{lim} του πλήθους των χρηστών ανά κυψέλη που εισάγονται στο σύστημα.

Το Σχ. 3.3c απεικονίζει το λόγο του προσφερόμενου ρυθμού bit κάθε αλγορίθμου προς τον προσφερόμενο ρυθμό bit του Hungarian αλγορίθμου. Δεδομένου ότι ο Hungarian αλγόριθμος είναι η βέλτιστη λύση, ο λόγος αυτός καταδεικνύει κατά πόσον κάθε ένας από τους αλγορίθμους προσεγγίζει τη βέλτιστη επίδοση. Περαιτέρω, το διάγραμμα αυτό αποσκοπεί στην ευθεία σύγκριση της επίδοσης των τεσσάρων προσομοιωθέντων αλγορίθμων, ως προς τη μετρική του προσφερόμενου ρυθμού bit.

Κατ' αρχήν, όσον αφορά τον τυχαίο αλγόριθμο, επιβεβαιώνονται οι προηγούμενες παρατηρήσεις περί χειρότερης επίδοσης. Πάρα ταύτα, αξίζει να σημειωθεί

ότι ο τυχαίος αλγόριθμος υπερβαίνει το 95% της επίδοσης του Hungarian αλγορίθμου, όταν ο αιτούμενος ρυθμός bit είναι μικρότερος των 20Mbps. Επομένως, αν ο διαχειριστής του δικτύου αναμένει ότι το δίκτυο θα λειτουργεί με χαμηλό φορτίο⁴ ακόμα και πρόσκαιρα, θα μπορούσε να χρησιμοποιήσει τον τυχαίο αλγόριθμο ώστε να αποφύγει την πολυπλοκότητα που εισάγουν οι τρεις άλλοι αλγόριθμοι. Επιπλέον, η χρήση του τυχαίου αλγορίθμου δεν απαιτεί γνώση των συνθηκών του καναλιού και έτσι αποφεύγεται η επιβάρυνση του δικτύου με την απαιτούμενη πληροφορία ανάδρασης. Επιπρόσθετα, στη χειρότερη περίπτωση, η οποία παρατηρείται για αιτούμενο ρυθμό bit 51.20Mbps, η επίδοση του τυχαίου αλγορίθμου είναι περίπου στο 68.28% της επίδοσης του βέλτιστου αλγορίθμου. Επομένως, χάριν της μειωμένης πολυπλοκότητας και της μειωμένης πληροφορίας ανάδρασης, ο διαχειριστής του δικτύου θα μπορούσε να θεωρήσει την υποβάθμιση αυτή ανεκτή και να αποφασίσει την εφαρμογή του τυχαίου αλγορίθμου.

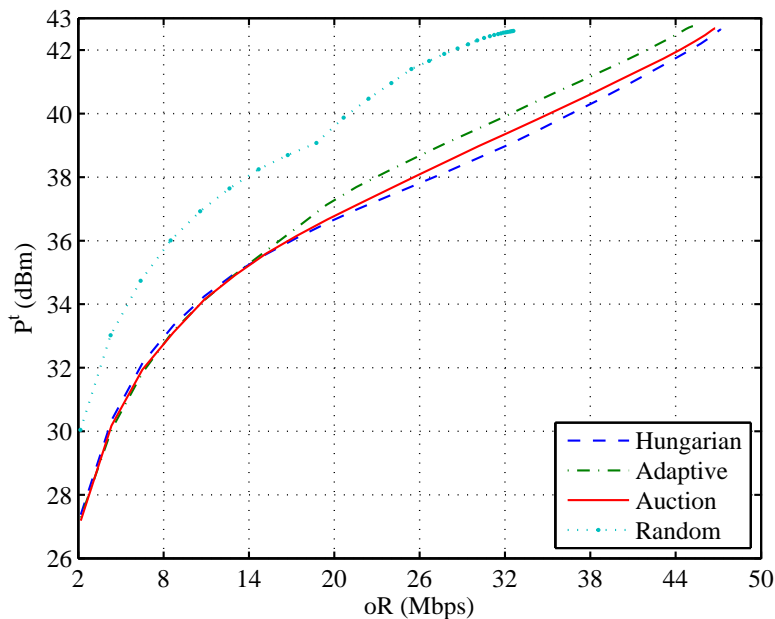
Όσον αφορά δε τον προτεινόμενο αλγόριθμο συνδυαστικών δημοπρασιών, παρατηρούμε κατ' αρχήν ότι η επίδοσή του είναι σαφώς καλύτερη από αυτή του προσαρμοστικού αλγορίθμου, βελτίωση η οποία γίνεται εντονότερη καθώς αυξάνει ο αιτούμενος ρυθμός bit. Όταν ο αιτούμενος ρυθμός bit είναι μικρότερος των 20Mbps, ο Auction αλγόριθμος παρακολουθεί στενά το βέλτιστο αλγόριθμο και η επίδοσή του είναι μεγαλύτερη από 99.83% της βέλτιστης. Καθώς ο αιτούμενος ρυθμός bit αυξάνει, παρατηρείται ότι ακόμα και στη χειρότερη περίπτωση ($R=51.20\text{Mbps}$), ο Auction αλγόριθμος επιτυγχάνει το 99.04% της επίδοσης του βέλτιστου αλγορίθμου. Καθίσταται έτσι σαφές ότι ο Auction αλγόριθμος θα μπορούσε κάλλιστα να χρησιμοποιηθεί ως μια υποβέλτιστη προσέγγιση στο πρόβλημα της εκχώρησης φερόντων με ελάχιστη απώλεια στην επίδοση.

Απαιτούμενη ισχύς Στο Σχ. 3.4 απεικονίζεται η απαιτούμενη ισχύς της κυψέλης \bar{k} προς τον προσφερόμενο ρυθμό bit. Η απαιτούμενη ισχύς της κυψέλης \bar{k} προκύπτει ως $P^t = \sum_{n \in \mathcal{N}} P_{n, \bar{k}}$. Η απαιτούμενη ισχύς είναι ιδιαίτερα σημαντική μετρική, λαμβάνοντας υπόψη ότι το πρόβλημα βελτιστοποίησης που αντιμετωπίζεται στην παρούσα αποσκοπεί στην εξυπηρέτηση του αιτούμενου ρυθμού bit με την ελάχιστη δυνατή ισχύ. Είναι επομένως η δεύτερη ανεξάρτητη μετρική αξιολόγησης των προτεινόμενων αλγορίθμων.

Αξίζει κατ' αρχήν να σημειωθεί ότι η εκπεμπόμενη ισχύς του σταθμού βάσης δεν υπερβαίνει σε καμία περίπτωση τα 43dBm, που είναι η καθορισμένη μέγιστη ισχύς εκπομπής των σταθμών βάσης. Έτσι, προκύπτει ότι $P^t \leq P_{BS}^{max}$ για όλους τους προσομοιωθέντες αλγορίθμους. Αυτή είναι μια ακόμα ένδειξη της εγκυρότητας της πραγματοποιηθείσας προσομοίωσης.

Ως μία πρώτη παρατήρηση, θα μπορούσε να σημειωθεί η υπεροχή του Hungarian

⁴Τα 20Mbps είναι το ένα τρίτο της συνολικής δυναμικής επίδοσης του δικτύου σε προσφερόμενο ρυθμό bit, με τη μέγιστη φασματική απόδοση των 6 bps/Hz.



Σχήμα 3.4: Απαιτούμενη ισχύς προς προσφερόμενο ρυθμό bit

αλγόριθμο, ο οποίος απαιτεί χαμηλότερη ισχύ για την παροχή του αυτού ρυθμού bit. Το συμπέρασμα αυτό ισχύει σε όλο το εύρος του προσφερόμενου ρυθμού bit. Αντιθέτως, ο τυχαίος αλγόριθμος εμφανίζει (μακράν) τη χειρότερη επίδοση με τη διαφορά μεταξύ βέλτιστου και τυχαίου αλγόριθμου να κυμαίνεται μεταξύ 2.70-3.73dB. Τα δύο προηγούμενα συμπεράσματα είναι αναμενόμενα. Όσον αφορά το βέλτιστο αλγόριθμο, όπως αναλύθηκε προηγούμενα, αποσκοπεί ακριβώς σε αυτό το αποτέλεσμα, να επιλέξει τα κατάλληλα φέροντα ανά χρήστη που θα ελαχιστοποιήσουν την απαιτούμενη ισχύ. Από την άλλη πλευρά, ο τυχαίος αλγόριθμος δε λαμβάνει καμία μέριμνα για την εκπεμπόμενη ισχύ. Η τυχαία εκχώρηση των φερόντων μπορεί μεν να κατορθώνει να μετριάσει τις παρεμβολές, ένα φαινόμενο που δε μπορεί να γίνει αντιληπτό στο προσομοιούμενο δίκτυο μοναδικής κυψέλης, αλλά το πρόβλημα της εκχώρησης της ισχύος μετατίθεται εξ' ολοκλήρου στη φάση καθορισμού διαμόρφωσης και ελέγχου ισχύος. Όσον αφορά τους δύο άλλους αλγόριθμους, αυτοί εμφανίζουν παρόμοια επίδοση με τον προσαρμοστικό αλγόριθμο να απαιτεί ελαφρώς μεγαλύτερη ισχύ σε σχέση με τον αλγόριθμο συνδυαστικών δημοπρασιών. Συγκεκριμένα, για το μεν προσαρμοστικό αλγόριθμο, η μέγιστη διαφορά στην απαιτούμενη ισχύ με το βέλτιστο αλγόριθμο είναι 0.94dB, για τον δε αλγόριθμο συνδυαστικών δημοπρασιών, η διαφορά αυτή μειώνεται σε 0.38dB.

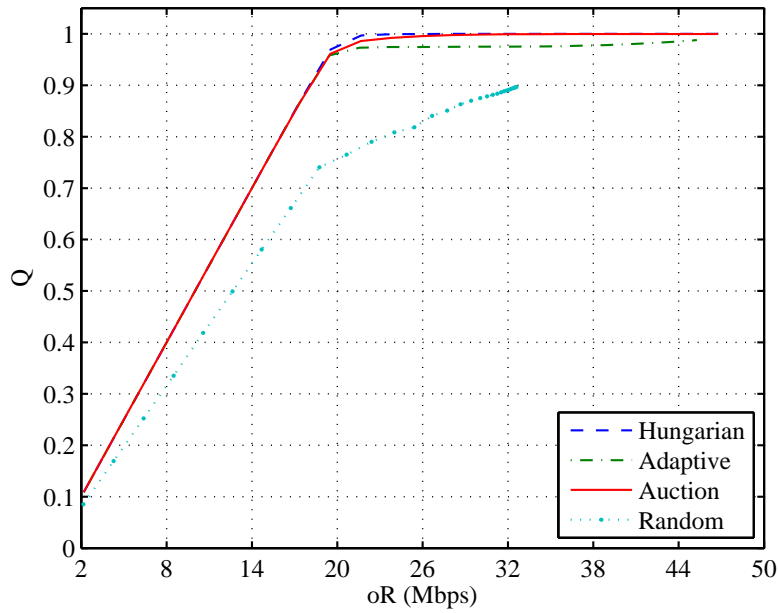
Όσον αφορά τη μορφή που ακολουθούν οι καμπύλες της συνολικά απαιτούμενης ισχύος, για τους τρεις αλγόριθμους που αξιοποιούν τη γνώση του CSI, παρατηρείται

ότι αυτές θα μπορούσαν να χωριστούν σε δύο τμήματα. Το πρώτο τμήμα της καμπύλης φτάνει μέχρι τα 20Mbps, όπου επιτυγχάνεται φασματική απόδοση ίση με 2 bps/Hz, το οποίο αντιστοιχεί και στο ελάχιστο επίπεδο διαμόρφωσης (QPSK). Στο τμήμα αυτό, η καμπύλη, όπως φαίνεται από το Σχ. 3.4 αλλά επαληθεύεται και αριθμητικά, ακολουθεί ένα λογαριθμικό κανόνα αύξησης. Αυτό σημαίνει ότι η ισχύς, θεωρούμενη σε φυσικές μονάδες, αυξάνει γραμμικά με τον προσφερόμενο ρυθμό bit. Σε συνδυασμό με το Σχ. 3.5, βλέπουμε ότι στο σημείο αυτό το δίκτυο έχει καλύψει περίπου το 100% των διαθέσιμων φερόντων. Επομένως, η περίσσεια του προσφερόμενου ρυθμού bit θα πρέπει να καλυφθεί μέσα από αύξηση της φασματικής απόδοσης του δικτύου (βλ. Σχ. 3.6). Για να πραγματοποιηθεί αυτό, στο υφιστάμενο πλαίσιο, θα πρέπει να αυξηθεί το επίπεδο διαμόρφωσης των φερόντων. Όμως, η εκπεμπόμενη ισχύς εξαρτάται εκθετικά από το επίπεδο διαμόρφωσης. Επομένως, το τμήμα της γραμμικής αύξησης ακολουθείται από ένα τμήμα εκθετικής αύξησης της απαιτούμενης ισχύος, θεωρούμενη σε φυσικές μονάδες.

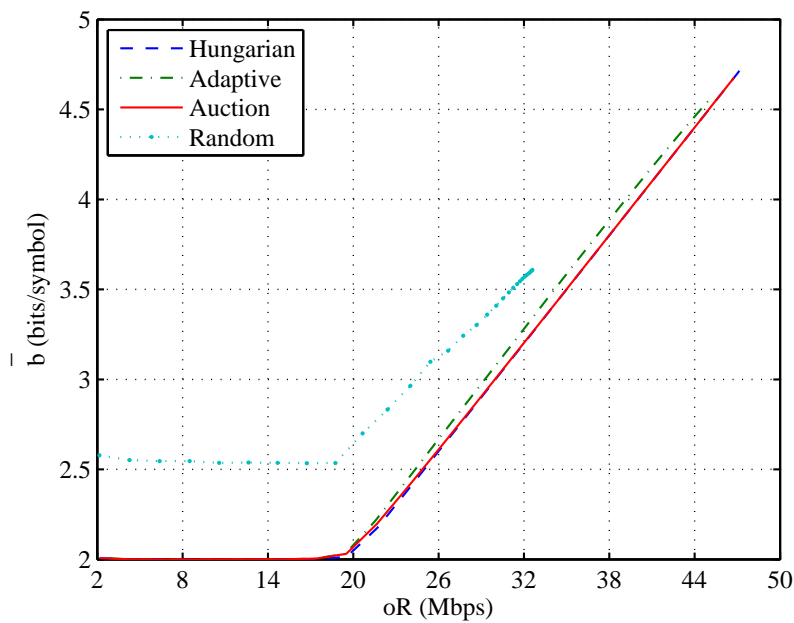
Όσον αφορά τον τυχαίο αλγόριθμο, η καμπύλη που ακολουθεί εμφανίζει τα ίδια χαρακτηριστικά, όπως αναφέρθηκαν προηγούμενα, αλλά καταλήγει στο σημείο αυτό ακολουθώντας διαφορετική πορεία. Το πρώτο τμήμα της γραμμικής αύξησης της ισχύος μπορεί να αναχθεί στη σταθερή τιμή του μέσου επιπέδου διαμόρφωσης σε 2.5 bits/symbol, σε αντίθεση με τους τρεις άλλους αλγορίθμους που εμφανίζουν σταθερό μέσο επίπεδο διαμόρφωσης στα 2 bits/symbol (βλ. Σχ. 3.6). Εξαιτίας της τυχαίας επιλογής των φερόντων, ακόμα και στις περιπτώσεις χαμηλού προσφερόμενου ρυθμού bit, θα υπάρχουν φέροντα με διαμορφώσεις 16-QAM και 64-QAM, μιας και τα φέροντα που εκχωρούνται ανά χρήστη μπορεί να διαφέρουν κατά πολύ, όσον αφορά το κανονικοποιημένο κέρδος. Σ' αυτή τη διαφορά οφείλεται η προς τα πάνω μετατόπιση της καμπύλης του τυχαίου αλγορίθμου. Το τμήμα αυτό της γραμμικής αύξησης ακολουθείται επίσης από ένα τμήμα εκθετικής αύξησης, όπου το δίκτυο για να καλύψει τις ανάγκες για προσφερόμενο ρυθμό bit αυξάνει περαιτέρω το επίπεδο διαμόρφωσης και συνακόλουθα την εκπεμπόμενη ισχύ.

Συντελεστής φόρτισης - Μέσο επίπεδο διαμόρφωσης Στο Σχ. 3.5 απεικονίζεται η σχέση του συντελεστή φόρτισης του δικτύου με τον προσφερόμενο ρυθμό bit. Ο συντελεστής φόρτισης της κυψέλης \bar{k} ορίζεται ως $Q = \frac{1}{N} \sum_{u \in \mathcal{U}_{\bar{k}}} \sum_{n \in \mathcal{C}_u} C_{u,n,\bar{k}}$ και εκφράζει το ποσοστό των φερόντων της κυψέλης \bar{k} που αξιοποιούνται καθώς αυξάνει ο προσφερόμενος ρυθμός bit. Ο συντελεστής φόρτισης του δικτύου είναι η τρίτη ανεξάρτητη μετρική της επίδοσης των αλγορίθμων.

Στο Σχ. 3.6 δίνεται το μέσο επίπεδο διαμόρφωσης προς τον προσφερόμενο ρυθμό δεδομένων. Το μέσο επίπεδο διαμόρφωσης για την κυψέλη \bar{k} ορίζεται ως η μέση τιμή του επιπέδου διαμόρφωσης των χρησιμοποιούμενων φερόντων της κυψέλης, ήτοι το άθροισμα των επιπέδων διαμόρφωσης όλων των διαμορφωμένων φερόντων προς το πλήθος των διαμορφωμένων φερόντων, $\bar{b} = \frac{\sum_{u \in \mathcal{U}_{\bar{k}}} \sum_{n \in \mathcal{C}_u} b_{n,\bar{k}}}{\sum_{u \in \mathcal{U}_{\bar{k}}} \sum_{n \in \mathcal{C}_u} C_{u,n,\bar{k}}}$. Το μέσο επίπεδο



Σχήμα 3.5: Συντελεστής φόρτισης προς προσφερόμενο ρυθμό bit



Σχήμα 3.6: Μέσο επίπεδο διαμόρφωσης προς προσφερόμενο ρυθμό bit

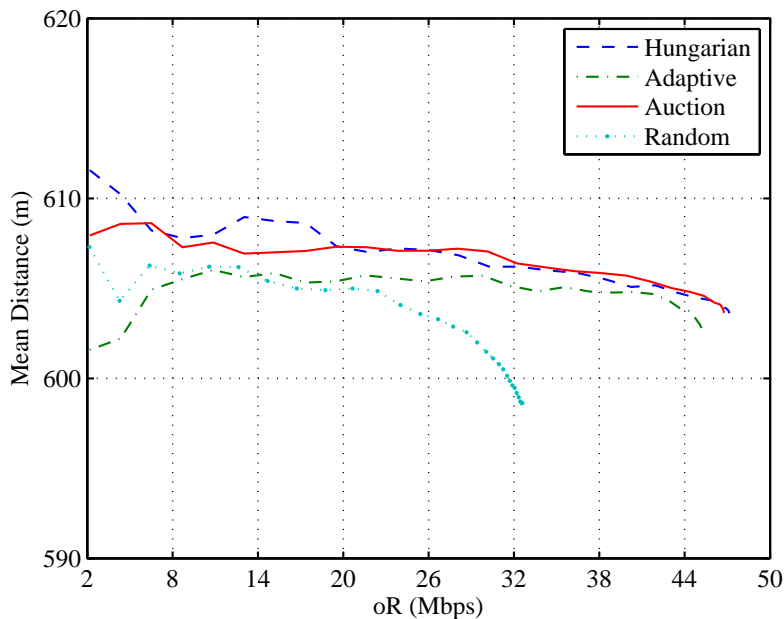
διαμόρφωσης είναι παράγωγο μέγεθος και μπορεί να προκύψει ως $\bar{b} = \frac{1}{Q} \frac{oR}{BW}$.

Όσον αφορά τη μορφή που ακολουθούν οι καμπύλες του συντελεστή φόρτισης, παρατηρείται ότι για τους τρεις αλγορίθμους που αξιοποιούν το CSI, ο συντελεστής φόρτισης αυξάνει γραμμικά μέχρι τα 20Mbps για τον προσφερόμενο ρυθμό bit ενώ στη συνέχεια σταθεροποιείται περίπου στη μονάδα, όπου το δίκτυο έχει κατορθώσει να αξιοποιήσει όλο το διαθέσιμο εύρος ζώνης. Σε συνδυασμό και με την προηγούμενη ανάλυση που αφορούσε την απαιτούμενη ισχύ, εξαιτίας της εκθετικής εξάρτησης της απαιτούμενης ισχύος από το επίπεδο διαμόρφωσης, είναι περισσότερο αποδοτικό να χρησιμοποιηθεί ένα ακόμα φέρον (μετάβαση από 0 σε 2 bits/symbol για το επίπεδο διαμόρφωσης) παρά η αύξηση του επιπέδου διαμόρφωσης ενός υφιστάμενου φέροντος (μεταβάσεις $2 \rightarrow 4$ ή $4 \rightarrow 6$ bits/symbol), υπό την προϋπόθεση ότι τα δύο υπό εξέταση φέροντα είναι περίπου της ίδιας ποιότητας (ίδιο περίπου κανονικοποιημένο κέρδος). Η προϋπόθεση αυτή ισχύει στην περίπτωση των τριών αλγορίθμων που αξιοποιούν τη γνώση του CSI. Έτσι, ο αλγόριθμος καθορισμού διαμόρφωσης και ελέγχου ισχύος διαμορφώνει κατ' αρχήν όλα τα φέροντα μέχρι των 2 bits/symbol και στη συνέχεια, εφόσον υπάρχει ζήτηση, αυξάνει το επίπεδο διαμόρφωσης (βλ. Σχ. 3.6).

Αντίστοιχα, για τον τυχαίο αλγόριθμο, η τυχαία κατανομή των φερόντων σε συνδυασμό με την πολύοδη διάδοση εξαιτίας της οποίας κάθε φέρον εμφανίζει διαφορετικό κέρδος για τον ίδιο χρήστη, οδηγεί σε σταθερή αύξηση του συντελεστή φόρτισης, με μικρότερη όμως κλίση. Αυτό γίνεται κατανοητό από το Σχ. 3.6, όπου παρατηρείται σταθερό μεν, μεγαλύτερο των 2 bits/symbol δε, επίπεδο διαμόρφωσης. Όταν ο προσφερόμενος ρυθμός bit υπερβεί τα 20Mbps, εξαιτίας του καθορισμού του πλήθους των φερόντων με αναλογικό τρόπο, τα φέροντα πλέον δεν επαρκούν ώστε να διατηρηθεί το σταθερό μέσο επίπεδο διαμόρφωσης. Για το λόγο αυτό, το δίκτυο, για να καλύψει την περίσσεια του ρυθμού bit καταφεύγει σε περαιτέρω αύξηση του επιπέδου διαμόρφωσης. Συμπερασματικά, θα μπορούσε να σημειωθεί ότι η απόκλιση του συντελεστή φόρτισης του τυχαίου αλγορίθμου από την αντίστοιχη του βέλτιστου αλγορίθμου είναι ενδεικτική του πλήθους των φερόντων που αν και εκχωρούνται στους χρήστες, δεν κρίνεται συμφέρον, από ενεργειακή άποψη, να χρησιμοποιηθούν.

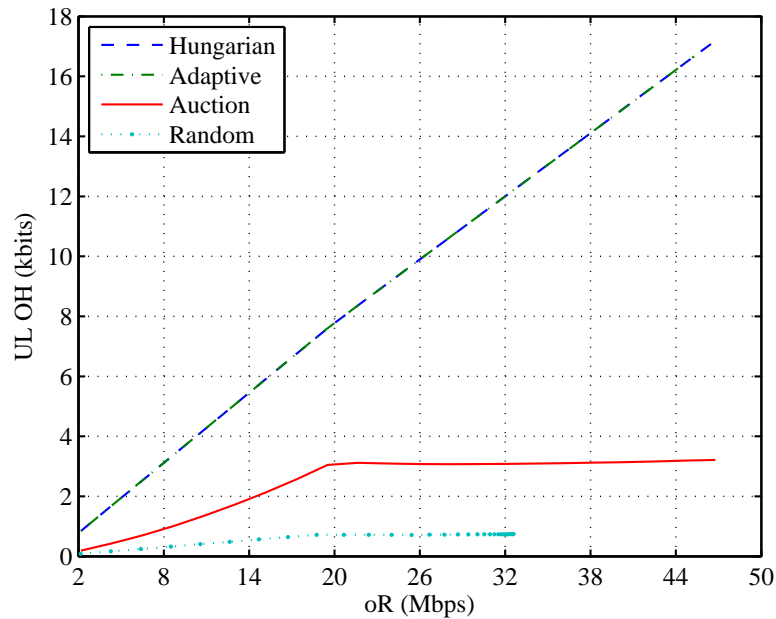
Μέση απόσταση εξυπηρετούμενων χρηστών Συνεχίζοντας την παρουσίαση των αποτελεσμάτων, το Σχ. 3.7 απεικονίζει τη μέση απόσταση από τον εξυπηρετούμενο σταθμό βάσης των εισηγμένων στην κυψέλη \bar{k} χρηστών, δηλαδή των χρηστών εκείνων που έχουν γίνει αποδεκτοί για εξυπηρέτηση. Αν $d_{u,\bar{k}}$ είναι η απόσταση του χρήστη u από το σταθμό βάσης \bar{k} , τότε η μέση απόσταση των εισηγμένων χρηστών ορίζεται ως $\bar{d} = \frac{1}{U_{\bar{k}}} \sum_{u \in \mathcal{U}_{\bar{k}}} d_{u,\bar{k}}$.

Μια πρώτη παρατήρηση αφορά στο γεγονός ότι οι τέσσερις αλγόριθμοι εμφανίζουν παρόμοια επίδοση για αυτή τη μετρική, με διαφοροποιήσεις που περιορίζονται



Σχήμα 3.7: Μέση απόσταση εξυπηρετούμενων χρηστών προς προσφερόμενο ρυθμό bit

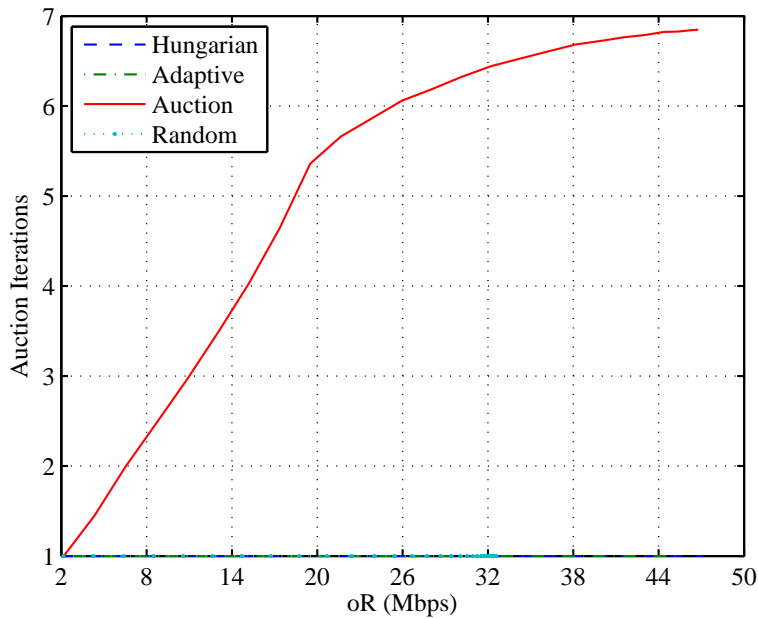
στο εύρος μερικών μέτρων. Οι διαφοροποιήσεις αυτές είναι αμελητέες, δεδομένου ότι η ακτίνα της υπό εξέταση κυψέλης είναι 1000m. Η παρόμοια αυτή επίδοση κινείται περίπου στα 605m, τιμή που αντιστοιχεί στο 60.5% της ακτίνας της κυψέλης. Παρατηρείται έτσι ότι όλοι οι αλγόριθμοι εμφανίζουν παρόμοια χωρική επιλεκτικότητα ως προς τους χρήστες που εξυπηρετούν. Επιπλέον, δεδομένου ότι η μέση απόσταση των εισηγμένων χρηστών είναι στο 60.5% της ακτίνας της κυψέλης, οδηγούμαστε στο συμπέρασμα ότι οι αλγόριθμοι αντιμετωπίζουν τους χρήστες ανεξάρτητα από τη θέση τους στην κυψέλη. Έχει, έτσι, αποφευχθεί ο κίνδυνος οι αλγόριθμοι να επιλέγουν να εξυπηρετούν χρήστες που βρίσκονται κοντά στο σταθμό βάσης επειδή εμφανίζουν μεγαλύτερο κέρδος καναλιού σε βάρος των απομακρυσμένων χρηστών. Παρατηρώντας τις καμπύλες όλων των αλγορίθμων, μπορεί να παρατηρηθεί μια ελαφρά πτωτική τάση καθώς αυξάνει ο προσφερόμενος ρυθμός bit. Καθώς οι απαιτήσεις του δικτύου αυξάνουν, η διαδικασία αποδοχής νέων χρηστών αρχίζει να εμφανίζει επιλεκτική συμπεριφορά ως προς την απόσταση των χρηστών καθώς η συνολικά διαθέσιμη ισχύς δεν επαρκεί για να καλύψει τις απώλειες διαδρομής των απομακρυσμένων χρηστών. Το πρόβλημα θα γίνει εντονότερο και εμφανέστερο στη συνέχεια (Σχ. 3.17), όπου θα εξεταστεί η επίδοση μιας κυψέλης υπό συνθήκες ομοδιαυλικής παρεμβολής.



Σχήμα 3.8: Επιβάρυνση λόγω ανάδρασης στη ζεύξη ανόδου προς προσφερόμενο ρυθμό bit

Επιβάρυνση λόγω ανάδρασης στη ζεύξη ανόδου Προς υποστήριξη των όσων αναφέρθηκαν προηγούμενα σχετικά με την προκαλούμενη επιβάρυνση λόγω ανάδρασης στη ζεύξη ανόδου, το Σχ. 3.8 απεικονίζει τον όγκο της απαιτούμενης πληροφορίας ανάδρασης για κάθε έναν από τους προσομοιωθέντες αλγόριθμους. Ας σημειωθεί ότι η εικονιζόμενη επιβάρυνση αφορά συνολικά στην επιβάρυνση που προκύπτει από τις διαδικασίες εκχώρησης φερόντων και καθορισμού διαμόρφωσης και ελέγχου ισχύος. Εύκολα μπορεί να παρατηρηθεί ότι ο αλγόριθμος δημοπρασιών απαιτεί πολύ μικρό όγκο πληροφορίας ανάδρασης. Ως αναμένονταν, για το βέλτιστο και προσαρμοστικό αλγόριθμο, ο όγκος πληροφορίας ανάδρασης αυξάνει γραμμικά με τον oR με κλίση περίπου 362 bits/Mbps. Παρομοίως, ο όγκος πληροφορίας ανάδρασης για τον αλγόριθμο δημοπρασιών αυξάνει επίσης γραμμικά με τον oR με την πολύ μικρότερη όμως κλίση των 165 bits/Mbps για oR έως 20Mbps. Κατόπιν, φαίνεται να σταθεροποιείται σχεδόν στα 3151 bits. Το σχήμα του πρώτου τμήματος μπορεί να αποδοθεί στη γραμμική αύξηση ζήτησης φερόντων καθώς το πλήθος των χρηστών αυξάνει και υπάρχουν ακόμα διαθέσιμα φέροντα (βλ. Σχ. 3.5). Η σταθεροποίηση στο δεύτερο τμήμα της καμπύλης οφείλεται στο γεγονός ότι, ανεξάρτητα από το πλήθος των χρηστών στο δίκτυο, ο αριθμός των φερόντων που ζητούν οι χρήστες παραμένει σταθερός, με άλλα λόγια, σ' αυτή την περιοχή ισχύει ότι $\sum_{u \in \mathcal{U}_k} s_u = N$. Αυτό έχει σαν αποτέλεσμα οι χρήστες να αναφέρουν στις προσφορές τους συνολικά

N φέροντα και τις αντίστοιχες εκτιμήσεις τους, συμπεριλαμβάνοντας προκύπτουσες ανανεώσεις λόγω των πολλαπλών δημοπρασιών.



Σχήμα 3.9: Πλήθος δημοπρασιών προς προσφερόμενο ρυθμό bit

Πλήθος δημοπρασιών Το Σχ. 3.9 απεικονίζει τον αριθμό A των απαραίτητων δημοπρασιών για να ολοκληρωθεί η διαδικασία εκχώρησης φερόντων. Δεδομένου ότι σε κάθε δημοπρασία ένας τουλάχιστον χρήστης εξυπηρετείται, ο μέγιστος αριθμός δημοπρασιών είναι U_k . Από το διάγραμμα αυτό καθίσταται σαφές ότι ο αλγόριθμος συγκλίνει πολύ ταχύτερα σε σύγκριση με αυτό το άνω όριο, περίπου 3.12 φορές ταχύτερα σε πλήρες φορτίο. Αυτή η ιδιότητα του αλγορίθμου δημοπρασιών επηρεάζει καίρια και την πραγματική υπολογιστική πολυπλοκότητα του αλγορίθμου, αφού απαιτούνται λιγότερες επαναλήψεις, σε σύγκριση με το worst case σενάριο που εξετάστηκε προηγούμενα. Επιπλέον, ο μικρός αριθμός των απαιτούμενων δημοπρασιών συνεισφέρει στο συγκριτικά μικρό όγκο πληροφορίας ανάδρασης, όπως έγινε λόγος προηγουμένως.

3.3.5 Συμπεράσματα

Συμπερασματικά, κλείνοντας την παρουσίαση αυτή, θα μπορούσε να σημειωθεί ότι, στο πλαίσιο που προσομοιώθηκε, ο Auction αλγόριθμος είναι η καλύτερη

επιλογή ως αλγόριθμος κατανομής φερόντων μεταξύ των αλγορίθμων που παρουσιάστηκαν για τους εξής λόγους:

1. Εμφανίζει βελτιωμένα αποτελέσματα σε όλες τις μετρικές που αφορούν την επίδοση του δικτύου σε σχέση με τον τυχαίο και τον προσαρμοστικό αλγόριθμο. Συγκεκριμένα εμφανίζει μεγαλύτερο προσφερόμενο ρυθμό bit καθώς αυξάνει ο αιτούμενος ρυθμός bit ενώ απαιτεί μικρότερη ισχύ για την εξυπηρέτηση του αυτού προσφερόμενου ρυθμού bit. Σε σχέση με τον τυχαίο αλγόριθμο υπάρχει μεγάλη βελτίωση ενώ σε σχέση με τον προσαρμοστικό αλγόριθμο η βελτίωση είναι μικρή αλλά εμφανής.
2. Η επίδοση του αλγορίθμου συνδυαστικών δημοπρασιών προσεγγίζει σε μεγάλο βαθμό την επίδοση του βέλτιστου αλγορίθμου. Επιπρόσθετα, εμφανίζει μικρότερη υπολογιστική πολυπλοκότητα, σε σχέση με τον βέλτιστο αλγόριθμο.
3. Απαιτεί μικρότερο όγκο πληροφορίας ανάδρασης σε σχέση με το βέλτιστο και τον προσαρμοστικό αλγόριθμο, οι οποίοι απαιτούν a priori γνώση του CSI σε όλα τα φέροντα από όλους τους χρήστες. Σε αντίθεση, ο αλγόριθμος συνδυαστικών δημοπρασιών ζητά την πληροφορία αυτή μόνον όταν είναι αναγκαίο.

3.4 Κατανεμημένος έλεγχος ισχύος βασισμένος σε μη συνεργατικά παίγνια

3.4.1 Σύντομη επισκόπηση της συναφούς βιβλιογραφίας

Η εφαρμογή παιγνιοθεωρητικών μεθόδων για το πρόβλημα ελέγχου ισχύος ξεκινά στα τέλη της δεκαετίας του '90, με τις πρώτες εργασίες, όπως οι [102–104], να εστιάζουν στον έλεγχο ισχύος της άνω ζεύξης των CDMA δικτύων. Στην εργασία [105] εξετάζεται ένα δίκτυο μοναδικής κυψέλης και προσεγγίζεται το πρόβλημα ελέγχου ισχύος της άνω ζεύξης. Καθώς προκύπτει ότι η Nash ισορροπία του παιγνίου ελέγχου ισχύος δεν είναι Pareto βέλτιστη, εξετάζεται και η χρήση τιμολόγησης (pricing) για τη χειραγώγηση της ισορροπίας και τη μετακίνησή της σε ένα πιο αποδοτικό σημείο λειτουργίας. Η εργασία αυτή επεκτείνεται στην [106] σε ένα πολυκυψελωτό CDMA δίκτυο, όπου το πρόβλημα του ελέγχου ισχύος της άνω ζεύξης εξετάζεται και σε συνδυασμό με την επιλογή σταθμού βάσης. Κατόπιν, στην [107] εξετάζεται και πάλι η άνω ζεύξη ενός CDMA δικτύου μοναδικής κυψέλης, όπου όμως επιδιώκεται η από κοινού βελτιστοποίηση χρηστο-κεντρικών (user-centric) και δικτυο-κεντρικών (network-centric) μετρικών. Συγκεκριμένα, για τους χρήστες μετράται ο λόγος του ρυθμού δεδομένων ανά μονάδα καταναλισκόμενης ισχύος ενώ για το δίκτυο, μέσα από ένα εφαρμοζόμενο σύστημα τιμολόγησης, υπολογίζεται η συνολική πρόσδοδος από την αξιοποίηση των πόρων του δικτύου. Η αλληλεπίδραση

χρηστών-δικτύου μοντελοποιείται ως Stackelberg παίγνιο και αποδεικνύεται ότι το παίγνιο ελέγχου ισχύος μεταξύ των χρηστών συγκλίνει σε μια μοναδική Nash ισορροπία ενώ μέσω αριθμητικών αποτελεσμάτων δείχνεται ότι υπάρχει μια μοναδική τιμή μονάδας που μεγιστοποιεί την πρόσοδο του δικτύου. Στο ίδιο σκεπτικό της αρχιτεκτονικής δύο επιπέδων για τη μοντελοποίηση της διαχείρισης πόρων, η εργασία [108] προτείνει ένα παίγνιο ελέγχου ισχύος χωρίς τιμολόγηση για το επίπεδο χρήστη, όπου την έννοια του κόστους την παριστά η ομοδιαυλική παρεμβολή, ενώ στο επίπεδο δικτύου επιχειρείται η χειραγώγηση της ισορροπίας του παιγνίου των χρηστών, ώστε να επιτευχθεί μεγιστοποίηση του συνολικού ρυθμού του δικτύου. Αυτό που αποδεικνύεται εν τέλει είναι ότι το προτεινόμενο κατανεμημένο σχήμα εμφανίζει επίδοση σχεδόν βέλτιστη.

Η εργασία [109] πραγματεύεται το πρόβλημα ελέγχου ισχύος για ένα ενσύρματο DSL (Digital Subscriber Line) δίκτυο. Η παρεμβολή των ασυρμάτων δικτύων μοντελοποιείται εδώ ως cross-talk μεταξύ των DSL βρόχων, οπότε το υπό μελέτη δίκτυο θα μπορούσε να παραλληλιστεί ως ένα δίκτυο OFDM⁵ μοναδικής κυψέλης που εξυπηρετεί πολλούς χρήστες. Για την επίλυση του προβλήματος προτείνεται ένας επαναληπτικός αλγόριθμος πλήρωσης ύδατος (water-filling) [110], ο οποίος καταλήγει στη Nash ισορροπία.

Στην εργασία [111], η θεωρία των s-σπονδυλωτών παιγνίων (s-modular: super-modular, submodular) χρησιμοποιείται και, σε συνδυασμό με τη σπερματική εργασία του Yates [112] πάνω στον έλεγχο ισχύος, αποδεικνύεται ότι ο έλεγχος ισχύος είναι ένα submodular παίγνιο, το οποίο εμφανίζει Nash ισορροπία. Η ισορροπία αυτή είναι μάλιστα μοναδική όταν πραγματοποιείται συνεχής, δηλαδή όχι κβαντισμένη, προσαρμογή της ισχύος.

Ενώ στις προηγούμενες προσεγγίσεις οι χρήστες του δικτύου πρέπει να επιτύχουν ένα συγκεκριμένο κατώφλι SINR ώστε να θεωρηθεί επιτυχημένη η επικοινωνία, από την άποψη του QoS, η προσέγγιση της [113] εισάγει ένα ελαστικό κατώφλι SINR. Έτσι, οι χρήστες αναγκάζονται έμμεσα να συνεργαστούν μειώνοντας το κατώφλι του SINR τους, μειώνοντας δηλαδή τις απαιτήσεις τους σε QoS, όταν διακυβεύεται η ευστάθεια του συστήματος. Αυτή η διαφοροποίηση όσον αφορά το QoS καθιστά την προτεινόμενη λύση κατάλληλη για δίκτυα ετερογενών υπηρεσιών. Στην [114] αντιμετωπίζεται το πρόβλημα του από κοινού καθορισμού διαμόρφωσης με τον έλεγχο ισχύος. Προτείνεται, έτσι, μια σιγμοειδής συνάρτηση ωφέλειας και μία γραμμική ως προς την καταναλισκόμενη ισχύ συνάρτηση κόστους. Αποδεικνύεται η ύπαρξη της Nash ισορροπίας του παιγνίου και προτείνεται ένας ευρετικός αλγόριθμος, ο οποίος συγκλίνει στην ισορροπία αυτή. Η ανάλυση εστιάζει και τα αποτελέσματα αφορούν σε ένα πολυκυψελωτό δίκτυο GPRS (General Packet Radio Service). Κοντύτερα στο σκεπτικό που αναλύεται στην παρούσα εργασία, στην [115] υποτίθεται ένα πολυχρηστικό πολυκαναλικό δίκτυο, όπου κάθε χρήστης προσπαθεί να επιτύχει ένα

⁵Η DSL τεχνολογία εφαρμόζει Discreet Multitone (DMT) διαμόρφωση.

συγκεκριμένο ρυθμό δεδομένων με την ελάχιστη δυνατή ισχύ. Η ανάλυση βασίζεται στην έννοια της γενικευμένης Nash ισορροπίας (generalised Nash equilibrium), η οποία αποδεικνύεται ότι υπάρχει και ότι είναι μάλιστα μοναδική υπό συγκεκριμένες συνθήκες. Επίσης, παρουσιάζονται δύο καταναμημένοι αλγόριθμοι, ένας σειριακός και ένας ταυτόχρονος αλγόριθμος επαναληπτικής πλήρωσης ύδατος, οι οποίοι συγκλίνουν στη γενικευμένη Nash ισορροπία. Επίσης, η εργασία [116] αναφέρεται στην κάτω ζεύξη ενός OFDMA δικτύου που εφαρμόζει κλασματική επαναχρησιμοποίηση συχνότητας, υπό τύπον προστατευόμενης και μοιραζόμενης μπάνας συχνοτήτων. Το πρόβλημα της μεγιστοποίησης του ρυθμού ανά κυψέλη δομείται ως μη συνεργατικό παίγνιο, το οποίο αποδεικνύεται ότι εμφανίζει μοναδική Nash ισορροπία, υπό συγκεκριμένες προϋποθέσεις. Παρουσιάζεται επίσης ένας αλγόριθμος για τον έλεγχο ισχύος, ο οποίος επιτυγχάνει την αποκάλυψη των πραγματικών κινήτρων των χρηστών (incentive compatible αλγόριθμος).

Στις εργασίες [117, 118] επιδιώκεται να ιδωθεί το ζήτημα του ελέγχου ισχύος από μια διαφορετική οπτική γωνία. Στην [117] αρχικά, υποτίθεται ότι ένας τουλάχιστον χρήστης μπορεί να συλλέξει πληροφορία αναφορικά με τις στρατηγικές και το CSI των υπολοίπων χρηστών. Αξιοποιώντας αυτό το συγκριτικό πλεονέκτημά του, μπορεί να λειτουργήσει σαν ηγέτης (leader) και να καταστρώσει στρατηγική μακράς πνοής (foresighted), σε αντίθεση με τους υπόλοιπους χρήστες που λειτουργούν σαν ακόλουθοι (followers) και οι στρατηγικές τους είναι κοντόφθαλμες (myopic). Έτσι, δομείται ένα Stackelberg παίγνιο το οποίο και αποδεικνύεται ότι οδηγεί σε αποδοτικότερη ισορροπία εν συγκρίση με την κλασική μοντελοποίηση του παιγνίου, που περιλαμβάνει μόνον μυωπικούς χρήστες. Κατόπιν, στην [118], εισάγεται η έννοια της ισορροπίας εικασιών (conjectural equilibrium) και δείχνεται ότι ο χρήστης-ηγέτης δε χρειάζεται να έχει a priori γνώση των στρατηγικών και του CSI των υπολοίπων χρηστών-ακολουθών αλλά αυτή η γνώση μπορεί να αποκτηθεί στην πορεία εξέλιξης του παιγνίου. Αποδεικνύεται ότι το παίγνιο συγκλίνει σε μια ισορροπία που είναι συγκρίσιμη με την προηγούμενη προσέγγιση της Stackelberg ισορροπίας και επιπλέον ότι οι Nash και Stackelberg ισορροπίες, όπως αυτές προκύπτουν από τις προηγούμενες προσεγγίσεις, είναι ειδικές περιπτώσεις της conjectural ισορροπίας.

Εκτενέστερη επισκόπηση της βιβλιογραφίας αναφορικά με το πρόβλημα ελέγχου ισχύος με την εφαρμογή παιγνιοθεωρητικών μεθόδων και όχι μόνον, με έμφαση όμως κυρίως στα CDMA δίκτυα, μπορεί να αναζητηθεί στις εργασίες [77, 78, 119].

3.4.2 Μη συνεργάτικο παίγνιο ελέγχου ισχύος

Θεωρώντας το ζήτημα του ελέγχου ισχύος (Power Control - PC) από μια διαφορετική οπτική, αν εγκαταλειφθεί η ιδέα του συγκεντρωτικού σχήματος, όπως αυτό παρουσιάστηκε στο Κεφ. 2, και η πρωτοβουλία δοθεί στους χρήστες, είναι αναμενόμενο κάθε χρήστης να προσπαθήσει να ικανοποιήσει τις απαιτήσεις του σε ρυθμό bit και QoS ελαχιστοποιώντας την απαιτούμενη για τον ίδιο ισχύ. Το σκεπτικό αυτό

θα μπορούσε να υποστηριχθεί από ένα σύστημα χρέωσης της απαιτούμενης ισχύος από το σταθμό βάσης, όπως παρουσιάστηκε προηγούμενα. Τυπικά, η προσπάθεια αυτή θα μπορούσε να εκφραστεί ως ένα πρόβλημα ελαχιστοποίησης για κάθε φέρον:

$$\begin{aligned} & \text{minimise} && P_{n,k_i} && \forall i \in \{1, \dots, \kappa\} && (3.9) \\ & \text{υπό τον περιορισμό} && && && \end{aligned}$$

$$s_{u_i,n,k_i} \geq \gamma_{u_i,n,k_i} \quad \forall i \in \{1, \dots, \kappa\} \quad (3.10)$$

Ας σημειωθεί στο σημείο αυτό ότι ο έλεγχος ισχύος πραγματοποιείται για δεδομένο φέρον n και δεδομένου του επιπέδου διαμόρφωσης b_{n,k_i} όλων των ομοδιαυλικών κυψελών στο φέρον n . Οι ομοδιαυλικοί χρήστες στο φέρον n συγκροτούν το σύνολο $\mathcal{U}_n = \{u \in \mathcal{U} : \exists k \in \mathcal{K}, C_{u,n,k} = 1\}$. Προς διευκόλυνση της παρουσίασης, οι χρήστες στο \mathcal{U}_n απαριθμούνται ως u_1, \dots, u_κ ενώ οι εξυπηρετούντες σταθμοί βάσης τους ως k_1, \dots, k_κ , σε μία-προς-μία αντιστοιχία.

Ακολουθώντας αυτή τη σύμβαση, εισάγεται ο ακόλουθος απλοποιημένος συμβολισμός

$$\begin{aligned} P_i &= P_{n,k_i}, \quad G_{i,j} = G_{u_i,n,k_j} \\ s_i &= s_{u_i,n,k_i} = \frac{G_{i,i}P_i}{\sum_{\substack{j=1 \\ j \neq i}}^{\kappa} G_{i,j}P_j + \sigma^2} \end{aligned}$$

$$\Gamma_i = \Gamma_{u_i}, \quad b_i = b_{u_i,n,k_i}, \quad \gamma_i = \gamma_{u_i,n,k_i} = \Gamma_i (2^{b_i} - 1)$$

Προχωρώντας παραπέρα, εισάγοντας τον κλασικό παιγνιοθεωρητικό συμβολισμό για την παρεμβάλλουσα ισχύ \mathbf{P}_{-i} και το παρεμβάλλον κέρδος καναλιού $\mathbf{G}_{i,-i}$,

$$\mathbf{P}_{-i} = [P_j]_{\substack{j=1 \\ j \neq i}}^{\kappa} = [P_1, \dots, P_{i-1}, P_{i+1}, \dots, P_\kappa]^T$$

$$\mathbf{G}_{i,-i} = [G_{i,j}]_{\substack{j=1 \\ j \neq i}}^{\kappa} = [G_{i,1}, \dots, G_{i,i-1}, G_{i,i+1}, \dots, G_{i,\kappa}]$$

ο περιορισμός (3.10) γράφεται ως

$$P_i \geq P_i^{min} = \frac{\gamma_i}{G_{i,i}} (\mathbf{G}_{i,-i} \mathbf{P}_{-i} + \sigma^2), \quad \forall i \in \{1, \dots, \kappa\} \quad (3.11)$$

όπου $P_i^{min} = P_i^{min}(\mathbf{P}_{-i})$ παριστάνει την ελάχιστη ισχύ εκπομπής ώστε να καλυφθεί η απαίτηση σε ρυθμό σφαλμάτων (3.10). Ο χρήστης απαιτεί να καλυφθεί ο περιορισμός (3.10) ενώ ταυτόχρονα προσπαθεί να ελαχιστοποιήσει την εκπεμπόμενη ισχύ. Αυτό θα μπορούσε να ιδωθεί ως μια προσπάθεια να μειωθεί η απόσταση ανάμεσα στις P_i και P_i^{min} . Ακολουθώντας τον τυπικό παιγνιοθεωρητικό φορμαλισμό, όπου

κάθε παίχτης προσπαθεί να μεγιστοποιήσει τη συνάρτηση ωφελείας του, η τελευταία ορίζεται ως $v_i(\mathbf{P}) = -|P_i - P_i^{min}|$ για κάθε χρήστη u_i . Επιπλέον, η στρατηγική για κάθε χρήστη είναι η εκπεμπόμενη ισχύς που ζητά από τον εξυπηρετούντα BS, $P_i \in \mathcal{P}_i = \mathbb{R}^+$. Συνοψίζοντας, από αυτή την οπτική, το παίγνιο ελέγχου ισχύος διαμορφώνεται ως ένα μη συνεργατικό παίγνιο $\mathcal{G} = [\{u_i\}_{i=1}^{\kappa}, \{\mathcal{P}_i\}, \{v_i(\cdot)\}]$, όπου οι παράμετροι αυτοί παριστάνουν τους παίχτες, το χώρο στρατηγικών τους και τις συναρτήσεις ωφελείας τους αντιστοίχως.

Κάθε χρήστης μεγιστοποιεί τη συνάρτηση ωφελείας του ελαχιστοποιώντας την απαιτούμενη ισχύ του, οπότε η (3.11) ικανοποιείται σαν ισότητα. Επομένως,

$$P_i^* = br_i(\mathbf{P}_{-i}) = \frac{\gamma_i}{G_{i,i}} (\mathbf{G}_{i,-i} \mathbf{P}_{-i} + \sigma^2), \quad \forall i \in \{1, \dots, \kappa\} \quad (3.12)$$

όπου $br_i(\mathbf{P}_{-i})$ είναι η βέλτιστη απόκριση του χρήστη u_i στις στρατηγικές \mathbf{P}_{-i} των ανταγωνιστών του. Σε μια Nash ισορροπία, όπως περιγράφηκε προηγούμενα στην §3.1.2, οι στρατηγικές όλων των χρηστών είναι βέλτιστες αποκρίσεις στις στρατηγικές των αντιπάλων τους. Επομένως, στην ισορροπία,

$$P_i^* = br_i(\mathbf{P}_{-i}^*) = \frac{\gamma_i}{G_{i,i}} (\mathbf{G}_{i,-i} \mathbf{P}_{-i}^* + \sigma^2), \quad \forall i \in \{1, \dots, \kappa\} \quad (3.13)$$

Γράφοντας την (3.13) ακολουθώντας το συμβολισμό που εισήχθηκε στο Κεφ. 2 για κάθε χρήστη με τη χρήση μητρώων, προκύπτει ότι,

$$\mathbf{P}^* = \mathbf{DFP}^* + \mathbf{v} \quad (3.14)$$

Από την (3.14), καθίσταται σαφές ότι εάν η ακολουθία $\{\mathbf{P}^{(l)}\}_{l=0}^{\infty}$ που ορίζεται ως,

$$\mathbf{P}^{(l)} = \mathbf{DFP}^{(l-1)} + \mathbf{v} \quad (3.15)$$

συγκλίνει, τότε συγκλίνει στη μοναδική Nash ισορροπία του παιγνίου ελέγχου ισχύος.

Όπως αποδεικνύεται στο [120, Theorem 7.19], η προαναφερθείσα ακολουθία συγκλίνει στη μοναδική Nash ισορροπία εάν και μόνον εάν $\rho(\mathbf{DF}) < 1$, όπου $\rho(\mathbf{DF})$ είναι η φασματική ακτίνα, δηλαδή η μέγιστη ιδιοτιμή, της μήτρας \mathbf{DF} . Δεδομένου ότι $\rho(\mathbf{DF}) \leq \|\mathbf{DF}\|$ για κάθε φυσική νόρμα $\|\cdot\|$ [120, Theorem 7.15], η συνθήκη σύγκλισης $\rho(\mathbf{DF}) < 1$ μπορεί να αντικατασταθεί από τη συνθήκη $\|\mathbf{DF}\| < 1$, η οποία είναι ικανή αλλά όχι αναγκαία. Για να εξασφαλιστεί η κατανεμημένη φύση του ελέγχου ισχύος, είναι απαραίτητο να χρησιμοποιηθεί μια φυσική νόρμα που θα μπορεί να υπολογίζεται κατανεμημένα και κάθε χρήστης θα χρησιμοποιεί μόνον τη “δική” του i -οστή γραμμή στη μήτρα \mathbf{DF} , δηλαδή μόνον τη δική του πληροφορία καναλιού και όχι των υπολοίπων ομοδιαυλικών χρηστών. Η μόνη φυσική νόρμα που πληροί την προϋπόθεση αυτή [121] είναι η άπειρη νόρμα $\|\cdot\|_{\infty}$, που ορίζεται ως,

$\|\mathbf{A}\|_\infty = \max_{1 \leq i \leq \kappa} \sum_{j=1}^{\kappa} |A_{i,j}|$. Συνεπώς,

$$\|\mathbf{DF}\|_\infty = \max_{1 \leq i \leq \kappa} \frac{\gamma_i}{G_{i,i}} \sum_{\substack{j=1 \\ j \neq i}}^{\kappa} G_{i,j} \quad (3.16)$$

Για να επιτευχθεί σύγκλιση με βάση την άπειρη νόρμα, θα πρέπει να ισχύει,

$$\frac{\gamma_i}{G_{i,i}} \sum_{\substack{j=1 \\ j \neq i}}^{\kappa} G_{i,j} < 1, \quad \forall i \in \{1, \dots, \kappa\} \quad (3.17)$$

έτσι ώστε, $\|\mathbf{DF}\|_\infty = \max_{1 \leq i \leq \kappa} \frac{\gamma_i}{G_{i,i}} \sum_{\substack{j=1 \\ j \neq i}}^{\kappa} G_{i,j} < 1$. Από την (3.17),

$$\begin{aligned} \gamma_i &< \frac{G_{i,i}}{\sum_{\substack{j=1 \\ j \neq i}}^{\kappa} G_{i,j}} \stackrel{(2.7)}{\Leftrightarrow} \\ \Gamma_i (2^{b_i} - 1) &< \frac{G_{i,i}}{\sum_{\substack{j=1 \\ j \neq i}}^{\kappa} G_{i,j}} \Leftrightarrow \\ b_i &< b_i^{lim} = \log_2 \left(1 + \frac{G_{i,i}}{\sum_{\substack{j=1 \\ j \neq i}}^{\kappa} G_{i,j}} \frac{1}{\Gamma_i} \right) \end{aligned} \quad (3.18)$$

Συνοψίζοντας, εάν κάθε χρήστης u_i δεν υπερβεί το όριο b_i^{lim} που τίθεται από την (3.18) κατά τη φάση φόρτωσης των φερόντων του, τότε το παίγνιο ελέγχου ισχύος συγκλίνει στη μοναδική ισορροπία Nash.

Αν η σύγκλιση είναι εξασφαλισμένη, τότε το σφάλμα ανάμεσα στην ισχύ που υπολογίζεται στην τρέχουσα επανάληψη της αναδρομής και στην ισχύ στην ισορροπία φράσσεται ως εξής,

$$\|\mathbf{P}^* - \mathbf{P}^{(l)}\|_\infty \leq \frac{\|\mathbf{DF}\|_\infty}{1 - \|\mathbf{DF}\|_\infty} \|\mathbf{P}^{(l)} - \mathbf{P}^{(l-1)}\|_\infty \quad (3.19)$$

σχέση η οποία ισχύει και ανά χρήστη, δεδομένου ότι χρησιμοποιείται η άπειρη νόρμα,

$$\begin{aligned} |P_i^* - P_i^{(l)}| &\leq \frac{\frac{\gamma_i}{G_{i,i}} \sum_{\substack{j=1 \\ j \neq i}}^{\kappa} G_{i,j}}{1 - \frac{\gamma_i}{G_{i,i}} \sum_{\substack{j=1 \\ j \neq i}}^{\kappa} G_{i,j}} |P_i^{(l)} - P_i^{(l-1)}| \\ &= \frac{2^{b_i} - 1}{2^{b_i^{lim}} - 2^{b_i}} |P_i^{(l)} - P_i^{(l-1)}| \end{aligned} \quad (3.20)$$

Η επαναληπτική διαδικασία (3.15) και το παίγνιο για τον έλεγχο ισχύος τερματίζονται όταν όλοι οι χρήστες σταματήσουν να ανανεώνουν την απαιτούμενη ισχύ τους, σύμφωνα με ένα προκαθορισμένο άνω φράγμα για το σφάλμα εκτίμησης, όπως αυτό περιγράφεται από την (3.20).

3.4.3 Δύο χρήστες - Ένα φέρον - Δύο κυψέλες

Όπως και προηγούμενα (§3.3.3), θα αναφερθούμε στην παρούσα παράγραφο στο απλό παράδειγμα ενός OFDMA δικτύου δύο κυψελών, όπου δύο χρήστες, τυχαία κατανομημένοι στην έκταση του δικτύου, ένας σε κάθε κυψέλη, διαμορφώνουν το ίδιο φέρον με QPSK διαμόρφωση. Οι λοιπές παράμετροι του δικτύου δανείζονται και πάλι από τον Πιν. 3.5. Το υπό εξέταση φέρον επιλέγεται τυχαία μεταξύ των N φερόντων του δικτύου.

Για τον κεντρικό έλεγχο ισχύος, όπως αυτός περιγράφηκε στην §2.1 αλλά και στην §2.3.3, επιλύεται το γραμμικό σύστημα (2.10). Εάν υπάρχει λύση και η λύση αυτή είναι θετική, δηλαδή $P_i \geq 0$, $i = 1, 2$, τότε η λύση αυτή χαρακτηρίζεται ως εφικτή. Διαφορετικά, η λύση χαρακτηρίζεται ως ανέφικτη και η διαδικασία ελέγχου ισχύος τερματίζεται. Όπως σημειώνεται στην εργασία [88], σύμφωνα με το θεώρημα Perron-Frobenius, το γραμμικό σύστημα (2.10) έχει μια μοναδική μη αρνητική λύση, αν και μόνο αν, $\rho(\mathbf{DF}) < 1$. Αξίζει να σημειωθεί ότι στην υπό εξέταση περίπτωση

$$\rho(\mathbf{DF}) = \sqrt{\gamma_1 \frac{G_{1,2}}{G_{1,1}}} \sqrt{\gamma_2 \frac{G_{2,1}}{G_{2,2}}}.$$

Όσον αφορά τον κατανομημένο έλεγχο ισχύος, ο πρώτος χρήστης που εισέρχεται στο δίκτυο είναι ο χρήστης 1, τοποθετημένος σε και εξυπηρετούμενος από την κυψέλη 1. Όταν του εκχωρείται το φέρον n , δε βρίσκει καθόλου ομοδιαυλική παρεμβολή στο n και ζητά από το σταθμό βάσης να τεθεί η εκπεμπόμενη ισχύς του σε $P_1^{(0)} = \frac{\gamma_1}{G_{1,1}} \sigma^2$. Ακολουθώντας το χρήστη 1, ο χρήστης 2, τοποθετημένος σε και εξυπηρετούμενος από την κυψέλη 2, εισέρχεται στο δίκτυο. Δεδομένου ότι τώρα ο χρήστης 2 αντιμετωπίζει ομοδιαυλική παρεμβολή από το χρήστη 1, ελέγχει αν ισχύει η (3.17), δηλαδή αν $\gamma_2 < \frac{G_{2,2}}{G_{2,1}}$. Αν ναι, τότε ζητά να τεθεί η εκπεμπόμενη ισχύς του σε $P_2^{(1)} = \frac{\gamma_2}{G_{2,2}} \left(G_{2,1} P_1^{(0)} + \sigma^2 \right)$, διαφορετικά, ο αλγόριθμος αποφασίζει ότι η επαναληπτική διαδικασία μπορεί να αποκλίνει, χαρακτηρίζει τη λύση ως ανέφικτη και η διαδικασία του ελέγχου ισχύος τερματίζεται. Κατόπιν, όταν ο χρήστης 1 αντιληφθεί την ομοδιαυλική παρεμβολή από το χρήστη 2, ελέγχει με τη σειρά του αν ισχύει η (3.17), και, αν ναι, ζητά να τεθεί η εκπεμπόμενη ισχύς του σύμφωνα με την (3.1), διαφορετικά η λύση χαρακτηρίζεται ανέφικτη και ο έλεγχος ισχύος τερματίζεται. Από το σημείο αυτό και έπειτα, αν η (3.17) ισχύει και για τους δύο χρήστες, η διαδικασία συνεχίζεται όπως δείχνει η (3.15). Η διαδικασία ολοκληρώνεται επιτυχώς όταν $\left| P_i^* - P_i^{(l)} \right| \leq \frac{3}{b_i^{l+m-4}} \left| P_i^{(l)} - P_i^{(l-1)} \right| < \epsilon$, $i = 1, 2$, με $\epsilon = 1\mu W$, όπως προκύπτει από την (3.20) για $b_i = 2$ λόγω QPSK. Αξίζει να σημειωθεί ότι στην υπό εξέταση

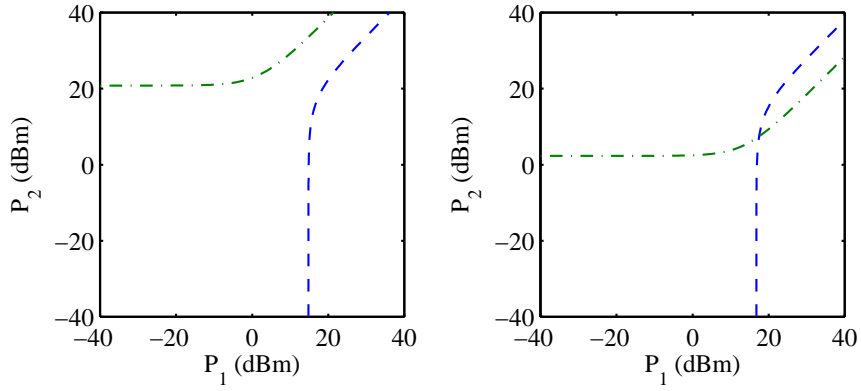
περίπτωση $\|\mathbf{DF}\|_\infty = \max \left\{ \gamma_1 \frac{G_{1,2}}{G_{1,1}}, \gamma_2 \frac{G_{2,1}}{G_{2,2}} \right\}$.

Το Σχ. 3.10 απεικονίζει τις συναρτήσεις βέλτιστης απόκρισης $P_1^*(P_2)$ και $P_2^*(P_1)$ για τις τρεις δυνατές διαφορετικές περιπτώσεις. Όπως προκύπτει από την (3.13), υπάρχει μια μοναδική ισορροπία Nash αν και μόνο αν $P_1^*(P_2) = P_2^*(P_1)$, δηλαδή αν οι καμπύλες των P_1^* και P_2^* τέμνονται σε ένα (μοναδικό) σημείο. Το Σχ. 3.10a δείχνει την περίπτωση όπου οι δύο καμπύλες δεν τέμνονται. Στην περίπτωση αυτή, δεν υπάρχει ισορροπία, συνεπώς δεν υπάρχει εφικτή λύση για την εκπεμπόμενη ισχύ ώστε να μπορεί να υποστηρίξει το ζητούμενο επίπεδο διαμόρφωσης υπό το προκαθορισμένο SER. Το Σχ. 3.10b απεικονίζει την περίπτωση που υπάρχει ισορροπία αλλά ο κατανεμημένος αλγόριθμος δε μπορεί να φτάσει σε αυτή, εξαιτίας της έλλειψης γνώσης του CSI. Είναι σαφές ότι οι δύο καμπύλες τέμνονται και ότι ο κεντρικός αλγόριθμος εντοπίζει την ισορροπία ($\rho(\mathbf{DF}) = 0.33 < 1$). Ο κατανεμημένος αλγόριθμος, ο οποίος είναι πιο συντηρητικός σε σχέση με τον κεντρικό $\rho(\mathbf{DF}) \leq \|\mathbf{DF}\|_\infty$, αποφασίζει ότι η λύση είναι ανέφικτη αφού $\|\mathbf{DF}\|_\infty = 1.56 > 1$. Τέλος, το Σχ. 3.10c δείχνει την περίπτωση όπου υπάρχει μια μοναδική ισορροπία Nash και ο κατανεμημένος αλγόριθμος συγκλίνει σε αυτή. Η συνεχής γραμμή (“Conv Traj”), απεικονίζει την τροχιά της σύγκλισης. Η τροχιά αυτή δείχνει τον τρόπο που ο ένας χρήστης “απαντά” στην αύξηση της εκπεμπόμενης ισχύος του άλλου χρήστη. Καθώς μειώνεται η απόσταση ανάμεσα στις δύο καμπύλες, η διαδικασία συγκλίνει στο σημείο ισορροπίας.

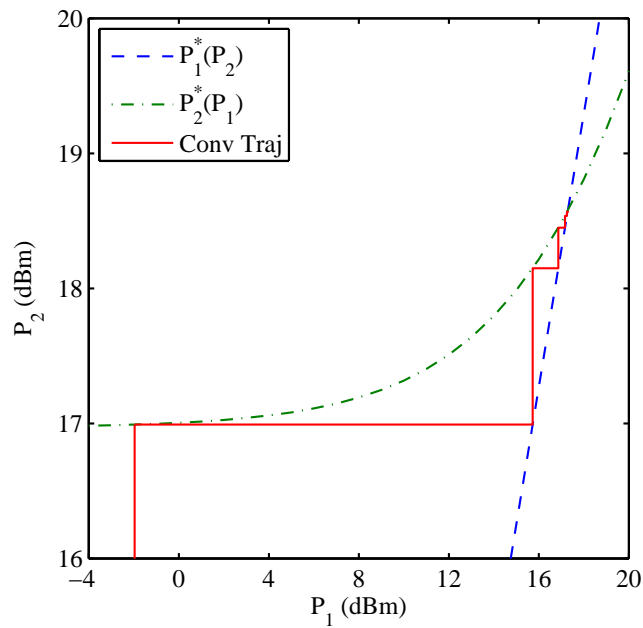
Σύμφωνα με τα προαναφερθέντα, πραγματοποιήθηκαν 10^5 Monte Carlo επαναλήψεις και οι αθροιστικές συναρτήσεις κατανομής (Cumulative Distribution Function - CDF) για τη συνολικά εκπεμπόμενη ισχύ στην ισορροπία ($P_1^* + P_2^*$) και το πλήθος των επαναλήψεων που απαιτεί η εκτέλεση του κατανεμημένου αλγορίθμου απεικονίζονται στο Σχ. 3.11 και Σχ. 3.12 αντίστοιχα.

Μια πρώτη παρατήρηση που προκύπτει από το Σχ. 3.11 είναι ότι ο κατανεμημένος αλγόριθμος ελέγχου ισχύος (“DST”), αποφασίζει ότι δεν υπάρχει εφικτή λύση στο 61.44% των περιπτώσεων ενώ για τον κεντρικό έλεγχο ισχύος (“CNT”) το ποσοστό αυτό είναι 33.01%. Όπως ειπώθηκε προηγούμενα, ο κατανεμημένος αλγόριθμος είναι πιο συντηρητικός σε σχέση με τον κεντρικό αλγόριθμο. Αυτό το συντηρητικό χαρακτηριστικό οδηγεί την κατανεμημένη διαδικασία ελέγχου ισχύος σε αδιέξοδο με ένα ποσοστό σχεδόν διπλάσιο σε σχέση με την κεντρική διαδικασία. Επίσης, εξαιτίας του ίδιου αυτού χαρακτηριστικού, η καμπύλη του κατανεμημένου αλγορίθμου εμφανίζεται αριστερά της καμπύλης του κεντρικού αλγορίθμου, συνεπώς ο κατανεμημένος αλγόριθμος απαιτεί χαμηλότερη ισχύ από τον κεντρικό. Θεωρώντας το αποτέλεσμα αυτό από μια διαφορετική οπτική γωνία, αυτή η συντηρητικότητα μπορεί να ιδωθεί ως υποχρησιμοποίηση του πόρου που καλείται “ισχύς”.

Το Σχ. 3.12 δείχνει ότι, στο 90% των περιπτώσεων, το κατανεμημένο σχήμα απαιτεί λιγότερες από 5 επαναλήψεις για να συγκλίνει. Η παρατήρηση αυτή έρχεται να διαψεύσει κάθε πιθανό ισχυρισμό ότι η επαναληπτική διαδικασία είναι χρονοβόρα,

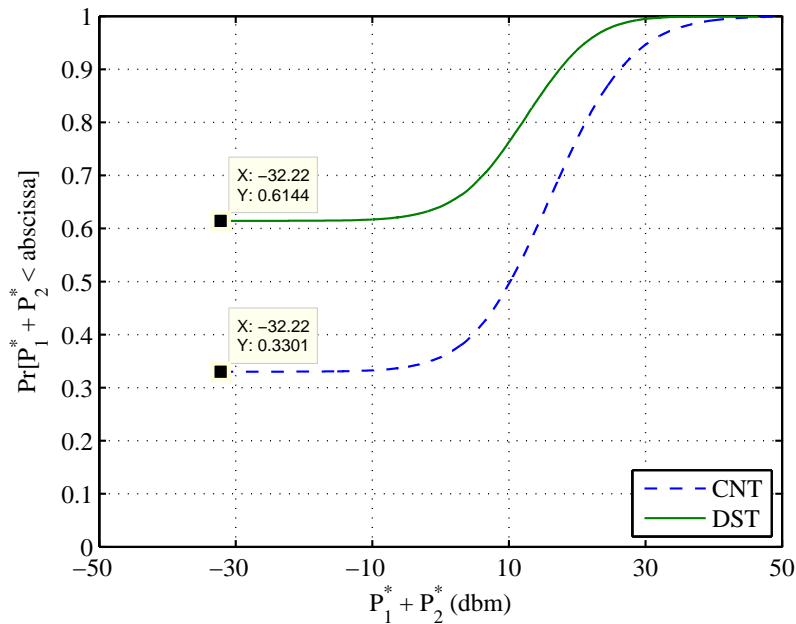


(a) $\rho(\mathbf{DF}) = 5.4$, $\|\mathbf{DF}\|_\infty = 71.9$ (b) $\rho(\mathbf{DF}) = 0.33$, $\|\mathbf{DF}\|_\infty = 1.56$



(c) $\rho(\mathbf{DF}) = 0.55$, $\|\mathbf{DF}\|_\infty = 0.73$

Σχήμα 3.10: (a) Αnéφικτη λύση και για τους δύο αλγορίθμους, (b) Εφικτή λύση για τον κεντρικό αλγόριθμο αλλά ανέφικτη για τον κατανομημένο, (c) Εφικτή λύση και για τους δύο αλγορίθμους



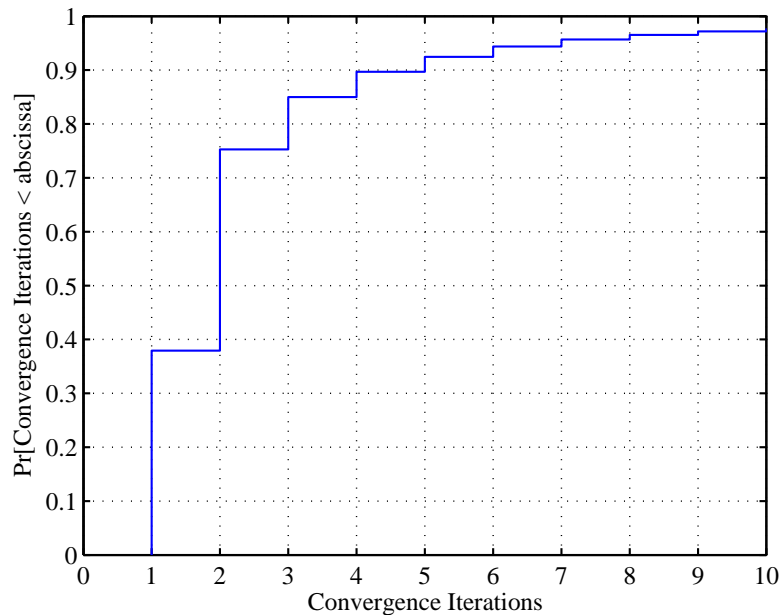
Σχήμα 3.11: Αθροιστική συνάρτηση κατανομής της συνολικά εκπεμπόμενης ισχύος στην ισορροπία

πράγμα το οποίο είναι αληθές εν γένει. Λαμβάνοντας υπόψη ότι 2 επαναλήψεις, όπως εξηγήθηκε προηγούμενα, απαιτούνται για να ελεγχθεί εάν ο αλγόριθμος συγκλίνει ή όχι, η πραγματική επιβάρυνση θα είναι λιγότερη από 3 επαναλήψεις με πιθανότητα 90%.

3.4.4 Κατανεμημένος αλγόριθμος καθορισμού διαμόρφωσης και ελέγχου ισχύος

Προτού προχωρήσουμε στην παρουσίαση του κατανεμημένου αλγορίθμου καθορισμού διαμόρφωσης και ελέγχου ισχύος, θα πρέπει πρώτα να αναφερθούμε στην αντιμετώπιση ενός ζητήματος, όπως αυτό ήδη διαφαίνεται από την προηγούμενη παράγραφο. Συγκεκριμένα, παρατηρεί κανείς ότι όταν ο χρήστης 1 εισάγεται στο σύστημα, δε βρίσκει παρεμβολή στο φέρον που εξετάζεται και έτσι θεωρεί ότι $b_1^{lim} \rightarrow \infty$. Όταν όμως εισάγεται και ο χρήστης 2 στο σύστημα, αν και αυτός μπορεί να υπολογίσει ορθά το b_2^{lim} , η αντίστοιχη τιμή δεν είναι πλέον ορθή για το χρήστη 1 αλλά μεταβάλλεται σε $b_1^{lim} = \log_2 \left(1 + \frac{G_{1,1}}{G_{1,2}} \frac{1}{\Gamma_1} \right)$. Αυτός ακριβώς είναι ο λόγος για τον οποίο ο χρήστης 1 ελέγχει εκ νέου την ισχύ της (3.18) ($b_1^{lim} > 2$ εν προκειμένω).

Κοντολογίς, το ζήτημα συνοψίζεται στο ότι όταν ένας σταθμός βάσης, έστω \bar{k} ,



Σχήμα 3.12: Αθροιστική συνάρτηση κατανομής του πλήθους των επαναλήψεων που απαιτούνται για σύγκλιση

αποφασίζει να χρησιμοποιήσει ένα φέρον, έστω n , που μέχρι πρότινος δε χρησιμοποιούσε, μεταβάλλεται το σύνολο των ομοδιαυλικών κυψελών για το φέρον αυτό και, κατά συνέπεια, η τρέχουσα εκτίμηση του ορίου $b_{u,n,k}^{lim}$ για όλες τις κυψέλες που χρησιμοποιούσαν ήδη το φέρον. Επομένως, αν δε ληφθεί πρωθύστερα σχετική μέριμνα, η χρησιμοποίηση του φέροντος από τη νέα κυψέλη θέτει σε κίνδυνο τη σύγκλιση του κατανεμημένου αλγορίθμου ελέγχου ισχύος.

Για να μην καταστραφεί η κατανεμημένη φύση του παιγνίου ελέγχου ισχύος όπως περιγράφηκε προηγούμενα, θα πρέπει, με κάποιο τρόπο, όλοι οι χρήστες που χρησιμοποιούν ήδη το φέρον n να ενημερωθούν ότι η κυψέλη \bar{k} προτίθεται να χρησιμοποιήσει το φέρον n και να αντιδράσουν στην πληροφορία αυτή. Είναι προφανές ότι η διαδικασία αυτή θα απαιτήσει σηματοδότηση, η οποία θα εμπλέξει κατ' αρχήν όλους τους ομοδιαυλικούς χρήστες στο φέρον n και κατόπιν τους εξυπηρετούντες σταθμούς βάσης τους.

Το προτεινόμενο σχήμα έχει ως εξής:

- Ο σταθμός βάσης εκπέμπει σε όλα τα φέροντα που δεν χρησιμοποιούσε και προτίθεται τώρα να χρησιμοποιήσει. Για τη διαδικασία αυτή θα μπορούσε να επιλέξει μια διαμόρφωση μικρής φασματικής απόδοσης αλλά μεγάλης ευρωστίας, π.χ. BPSK, ώστε αφενός μεν να μειώσει την ισχύ που σπαταλιέται,

αφετέρου να μπορούν να αντιληφθούν οι χρήστες ότι δεν πρόκειται για αποστολή δεδομένων, αφού η BPSK δεν περιλαμβάνεται συνήθως στις διαμορφώσεις για αποστολή δεδομένων, αλλά για δοκιμαστική εκπομπή.

- Οι ομοδιαυλικόι χρήστες αντιλαμβάνονται τη μεταβολή στο πλήθος των ομοδιαυλικών κυψελών και υπολογίζουν εκ νέου το όριο $b_{u,n,\bar{k}}^{lim}$, συνυπολογίζοντας πλέον και την κυψέλη \bar{k} στο σύνολο των ομοδιαυλικών κυψελών.
- Αν το όριο αυτό εξακολουθεί να είναι μεγαλύτερο από τη διαμόρφωση που εφαρμόζουν οι ίδιοι στο φέρον n , τότε δεν αντιδρούν. Γνωρίζοντας ότι πρόκειται για δοκιμαστική εκπομπή, δε χρειάζεται καν να μπουν στη διαδικασία προσαρμογής της ισχύος τους. Αν όμως το νέο όριο παραβιάζει τη συνθήκη (3.18) για κάποιο χρήστη, τότε ο χρήστης αυτός θα ενημερώσει το σταθμό βάσης που τον εξυπηρετεί και θα του ζητήσει να μπλοκάρει τη χρήση του φέροντος n από την κυψέλη \bar{k} .
- Η ομοδιαυλική κυψέλη που θα λάβει ένα τέτοιο αίτημα από κάποιο χρήστη της θα το προωθήσει μέσα από το δίκτυο κορμού στην κυψέλη \bar{k} .
- Η κυψέλη \bar{k} συμμορφώνεται με το αίτημα και αποφασίζει να μη χρησιμοποιήσει το φέρον n . Ενημερώνει επομένως το χρήστη της, στον οποίο έχει εκχωρηθεί σε προηγούμενη φάση το φέρον n ότι η φόρτωση αυτού του φέροντος δεν επιτρέπεται.
- Ο χρήστης αυτός, αφού λάβει μια τέτοια εντολή από την κυψέλη που τον εξυπηρετεί, δε συνυπολογίζει πλέον το φέρον n στα φέροντά του, θέτοντας $F_n = \mathbf{false}$.

Ο αλγόριθμος που προτείνεται για τον καθορισμό του επιπέδου διαμόρφωσης και τον έλεγχο ισχύος παρουσιάζεται στον Αλγ. 3.2. Κατά βάση, ο αλγόριθμος βασίζεται στην άπληστη λογική του κεντρικού αλγορίθμου, όπως αυτός παρουσιάστηκε στην §2.3.3. Η βασική διαφορά είναι ότι τώρα ο αλγόριθμος εκτελείται από κάθε χρήστη ανεξάρτητα, ο οποίος αποφασίζει το επίπεδο διαμόρφωσης και την ισχύ ανά φέρον. Επιπρόσθετα, ο προτεινόμενος αλγόριθμος δεν απαιτεί την ανταλλαγή πληροφοριών κατάστασης καναλιού. Κάθε χρήστης χρησιμοποιεί μόνον τη γνώση που έχει για το δικό του κανάλι και αποφασίζει σύμφωνα με αυτήν.

Ο αλγόριθμος εκτελείται από κάθε χρήστη ανεξάρτητα από τους υπολοίπους χρήστες της κυψέλης \bar{k} (Γρ. 1). Ενόσω δεν έχει επιτευχθεί ακόμα ο αιτούμενος ρυθμός bit του υπό εξέταση χρήστη u (Γρ. 2), ο χρήστης, για κάθε ένα από τα φέροντα που του έχουν εκχωρηθεί (Γρ. 3), προσπαθεί να αυξήσει τη διαμόρφωση σε $b_{n,\bar{k}}^{new} = b_{n,\bar{k}} + 2$ (Γρ. 4). Αν το υπό εξέταση φέρον είναι εφικτό να φορτωθεί ($F_n = \mathbf{true}$), δεν έχει φτάσει ακόμα στο μέγιστο επίπεδο διαμόρφωσης από το σύνολο των διαθέσιμων

διαμορφώσεων, ($b_{n,\bar{k}}^{new} \leq b_{max}$) και επίσης με τη νέα διαμόρφωση δεν υπερβαίνει το όριο σύγκλισης ($b_{n,\bar{k}}^{new} < b_{u,n,\bar{k}}^{lim}$) (Γρ. 5), τότε η λύση αυτή χαρακτηρίζεται ως εφικτή (Γρ. 6), διαφορετικά χαρακτηρίζεται ως ανέφικτη (Γρ. 9). Αν η λύση είναι εφικτή, υπολογίζεται η διαφορά στην απαιτούμενη ισχύ ώστε να επιτευχθεί η αύξηση αυτή του επιπέδου διαμόρφωσης (Γρ. 7). Όσον αφορά αυτή τη διαφορά στην απαιτούμενη ισχύ, προκύπτει ως εξής,

$$\Delta P(n) = P_{n,\bar{k}}^{new} - P_{n,\bar{k}} = \frac{2^{b_{n,\bar{k}}^{new}} - 1}{T_{u,n,\bar{k}}} - \frac{2^{b_{n,\bar{k}}} - 1}{T_{u,n,\bar{k}}} = \frac{3}{4} \frac{2^{b_{n,\bar{k}}^{new}}}{T_{u,n,\bar{k}}}$$

Υπολογίζεται επομένως η απαιτούμενη μεταβολή της ισχύος σύμφωνα με τα δεδομένα που έχει στη διάθεσή του αυτή τη στιγμή, πριν δηλαδή από τον έλεγχο ισχύος, λαμβάνοντας υπόψη, μέσω του $T_{u,n,\bar{k}}$ την υφιστάμενη ομοδιαυλική παρεμβολή. Εάν δεν υπάρχει καμία εφικτή λύση (Γρ. 10), αυτό σημαίνει ότι δε μπορεί να αυξηθεί περαιτέρω η διαμόρφωση κάποιου φέροντος και κατά συνέπεια δε μπορεί να καλυφθεί ο απαιτούμενος ρυθμός bit. Για το λόγο αυτό ο σταθμό βάσης \bar{k} απορρίπτει το χρήστη \bar{u} , καθώς δεν είναι δυνατή η εισαγωγή του σύστημα χωρίς να επηρεαστεί η εξυπηρέτηση των υπολοίπων χρηστών (Γρ. 11). Αν υπάρχουν εφικτές λύσεις, επιλέγεται η λύση που απαιτεί τη μικρότερη αύξηση ισχύος (Γρ. 13). Με την απόφαση αυτή (Γρ. 14) κλείνει το τμήμα του αλγορίθμου που αφορά στον καθορισμό του επιπέδου διαμόρφωσης.

Στη συνέχεια ακολουθεί η φάση του ελέγχου ισχύος. Έτσι, για κάθε φέρον που φορτώνεται με κάποια διαμόρφωση (Γρ. 15), ξεκινά το παίγνιο ελέγχου ισχύος, όπως αυτό περιγράφηκε προηγούμενα. Κάθε ομοδιαυλικός χρήστης (Γρ. 19) επικαιροποιεί την απαιτούμενη ισχύ του σύμφωνα με την παρεμβολή που υφίσταται από τους υπόλοιπους ομοδιαυλικούς χρήστες (Γρ. 20). Κατόπιν, ο ομοδιαυλικός σταθμός βάσης ελέγχει αν υπάρχει δυνατότητα να εκπεμφθεί αυτή η ισχύς, ελέγχοντας τον περιορισμό της μέγιστης διαθέσιμης ισχύος (Γρ. 21). Αν η απαιτούμενη ισχύς υπερβαίνει το όριο αυτό, τότε θα ζητήσει από το σταθμό βάσης \bar{k} να απορρίψει το χρήστη \bar{u} , καθώς δεν είναι δυνατή η εισαγωγή του σύστημα χωρίς να επηρεαστεί η εξυπηρέτηση των υπολοίπων χρηστών (Γρ. 22). Κατόπιν της απόρριψης του χρήστη, το δίκτυο επιστρέφει στην προηγούμενη σταθερή κατάσταση, όπως πριν γίνει προσπάθεια εισαγωγής του νέου χρήστη στο δίκτυο. Η διαδικασία επικαιροποίησης της ισχύος (Γρ. 17-23) σταματά όταν οι χρήστες έχουν φτάσει τόσο κοντά στην ισορροπία όσο επιβάλλει η προκαθορισμένη παράμετρος ϵ , εφαρμόζοντας μια συνθήκη σύγκλισης της μορφής (3.20) (Γρ. 23). Συγκεκριμένα, επιλέγεται εδώ η σύγκλιση του σχετικού σφάλματος της ισχύος $\left| \frac{P_{n,k_i}^* - P_{n,k_i}^{(l)}}{P_{n,k_i}^{(l)}} \right|$ παρά του απόλυτου σφάλματος της (3.20).

Ο μετρητής επαναλήψεων l (Γρ. 16, 17), δε χρειάζεται στην πραγματικότητα να τηρείται και υπάρχει στην αλγοριθμική περιγραφή για λόγους παρουσίασης. Κάθε

χρήστης απαντά ουσιαστικά αυθόρμητα, μέσα από τη διαδικασία των βέλτιστων απο-κρίσεων που περιγράφηκε προηγούμενα, στην αυξανόμενη παρεμβολή που δέχεται, έως ότου επιτύχει την προκαθορισμένη ακρίβεια σύγκλισης.

3.4.5 Αποτελέσματα προσομοίωσης

Διαδικασία προσομοίωσης

Η διαδικασία της προσομοίωσης ακολουθεί τη ροή που περιγράφηκε στην §3.3.4 καθώς επίσης και τις παραμέτρους του Πιν. 3.5, με τη διαφορά ότι προσομοιώνεται ένα πολυκυψελωτό δίκτυο OFDMA, απαρτιζόμενο από $K = 7$ κυψέλες. Επίσης, λαμβάνοντας υπόψη ότι το περιβάλλον έχει να αντιμετωπίσει πλέον του θορύβου και την ομοδιαυλική παρεμβολή, αναμένεται ότι ο συνολικά προσφερόμενος ρυθμός του δικτύου θα μειωθεί και συνακόλουθα θα μειωθούν και οι χρήστες που εισάγονται εντέλει στο δίκτυο. Έτσι, η διαδικασία εισαγωγής νέων χρηστών ολοκληρώνεται όταν έχουν αιτηθεί υπηρεσίας $U_k^{lim} = 20$ χρήστες ανά κυψέλη για κάθε κυψέλη. Όπως θα εξηγηθεί στη συνέχεια, με την ολοκλήρωση της εισαγωγής των U_k^{lim} νέων χρηστών, τα περιθώρια εισαγωγής επιπλέον χρηστών είναι πλέον μηδαμικά.

Ένα ζήτημα το οποίο πρέπει να θιγεί αφορά στον τρόπο με τον οποίο οι χρήστες στέλνουν στο σταθμό βάσης που τους εξυπηρετεί τις επικαιροποιημένες τιμές της ισχύος, όπως αυτές προκύπτουν κατά τη διαδικασία του ελέγχου ισχύος. Υποθέ-τουμε ότι χρησιμοποιούνται και πάλι l_p bits για την κωδικοποίηση της πληροφορίας. Αυτό συνεπάγεται ότι μπορούν να κωδικοποιηθούν 2^{l_p} διαφορετικές καταστάσεις. Επειδή τα bits ανάδρασης θα πρέπει να είναι κατά το δυνατόν λιγότερα, δε μπορεί να εφαρμοστεί σύστημα απευθείας συσχέτισης της ισχύος με κάποια κωδικολέξη. Αντ' αυτού, προτιμήθηκε η διαφορική αναφορά της ισχύος [11]. Έτσι, ο χρήστης στέλνει σε πρώτη φάση την ισχύ που επιθυμεί (σε dBm), βασιζόμενος σε μια κλίμακα μήκους l_p . Στις κατοπινές επαναλήψεις της διαδικασίας ελέγχου ισχύος, δεν αποστέλλει την ισχύ που επιθυμεί αλλά την αύξηση (σε dB) της ισχύος ως προς την προηγούμενη ισχύ του. Επιλέγουμε να κωδικοποιούνται μεταβολές μέχρι 1 dB οπότε η ισχύς μπορεί να μεταβάλλεται με βήμα 2^{-l_p} dB. Λαμβάνοντας υπόψη αυτόν τον περιορι-σμό, γίνεται κατανοητό ότι η Nash ισορροπία δε μπορεί να προσεγγιστεί οσοδήποτε κοντά επιθυμούμε αλλά υπόκειται σ' αυτόν τον περιορισμό της κβάντισης. Κατόπιν αλγεβρικών πράξεων επί της (3.20), μπορούμε να περιορίσουμε το σχετικό σφάλμα $\left| \frac{P_{n,k_i}^* - P_{n,k_i}^{(l)}}{P_{n,k_i}^{(l)}} \right| < \epsilon$ μέχρι η επιθυμητή ακρίβεια ϵ να πληροί τη συνθήκη $\epsilon \geq 1 - 10^{-\frac{2^{-l_p}}{10}}$. Στην προκειμένη, επιλέγεται η ισότητα και, για $l_p = 6$ bits, προκύπτει τελικά ότι $\epsilon = 3.6 \cdot 10^{-3}$.

Ένα σημείο το οποίο επίσης θα πρέπει να διευκρινιστεί αφορά στη διαδικασία που περιγράφηκε στην προηγούμενη παράγραφο (§3.4.4) αναφορικά με την εύρεση των φερόντων που μπορούν να φορτωθούν ώστε να εξασφαλιστεί η σύγκλιση του

Αλγόριθμος 3.2: Κατανεμημένος αλγόριθμος καθορισμού διαμόρφωσης και ελέγχου ισχύος για προσαρμοστική διαμόρφωση

```

1  foreach  $u \in \mathcal{U}_{\bar{k}}$  do
2    while  $oR_u < R_u$  do
3      foreach  $n \in \mathcal{C}_u$  do
4         $b_{n,\bar{k}}^{new} \leftarrow b_{n,\bar{k}} + 2$ 
5        if  $F_n \wedge \left( b_{n,\bar{k}}^{new} \leq b_{max} \right) \wedge \left( b_{n,\bar{k}}^{new} < b_{u,n,\bar{k}}^{lim} \right)$  then
6           $F_n \leftarrow \mathbf{true}$ 
7           $\Delta P(n) \leftarrow \frac{3}{4} \frac{2^{b_{n,\bar{k}}^{new}}}{T_{u,n,\bar{k}}}$ 
8        else
9           $F_n \leftarrow \mathbf{false}$ 
10       if  $\{n \in \mathcal{C}_u : F_n\} = \emptyset$  then
11         Απόρριψη του χρήστη  $\bar{u}$ 
12       else
13          $m \leftarrow \arg \min_{\{n \in \mathcal{C}_u : F_n\}} \Delta P(n)$ 
14          $b_{m,\bar{k}} \leftarrow b_{m,\bar{k}}^{new}$ 
15     foreach  $n \in \mathcal{C}_u$  do
16        $l \leftarrow 0$ 
17       repeat
18          $l \leftarrow l + 1$ 
19         foreach  $i \in \{1, \dots, \kappa\}$  do
20            $P_{n,k_i}^{(l)} \leftarrow \frac{\gamma_{u_i,n,k_i}}{G_{u_i,n,k_i}} \left( \sum_{\substack{j=1 \\ j \neq i}}^{\kappa} G_{u_i,n,k_j} P_{n,k_j}^{(l-1)} + \sigma^2 \right)$ 
21           if  $\sum_{n=1}^N P_{n,k_i}^{(l)} > P_{BS}^{max}$  then
22             Απόρριψη του χρήστη  $\bar{u}$ 
23       until  $\frac{2^{b_{n,k_i}-1}}{2^{b_{u_i,n,k_i}-2^{b_{n,k_i}}}} \left| \frac{P_{n,k_i}^{(l)} - P_{n,k_i}^{(l-1)}}{P_{n,k_i}^{(l)}} \right| < \epsilon, \forall i \in \{1, \dots, \kappa\}$ 

```

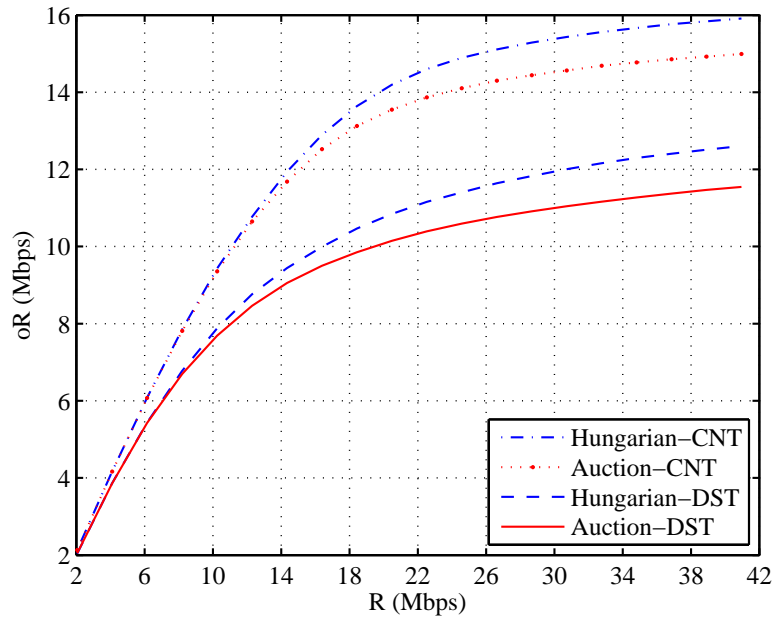
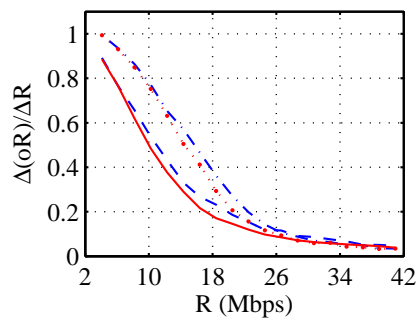
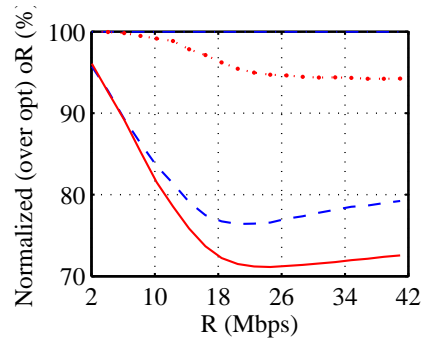
κατανεμημένου ελέγχου ισχύος. Όπως γίνεται αντιληπτό από την περιγραφή που προηγήθηκε, η προτεινόμενη διαδικασία δεν εξαρτάται από την κατανομή των φερόντων μεταξύ των χρηστών της κυψέλης, δεδομένου ότι το κριτήριο σύγκλισης (3.17) δεν εξαρτάται από το ποιος είναι ο ομοδιαυλικός χρήστης αλλά μόνον από το ποια είναι η ομοδιαυλική κυψέλη. Επομένως, αυτή η πληροφορία μπορεί να αποκτηθεί πριν από την πραγματοποίηση της διαδικασίας εκχώρησης φερόντων και να αξιοποιηθεί από αυτήν. Έτσι, όταν ένας νέος χρήστης προσπαθεί να συνδεθεί στο δίκτυο μέσω ενός σταθμού βάσης, αυτός προσδιορίζει ποια φέροντα από το σύνολο \mathcal{N} των φερόντων μπορεί να χρησιμοποιήσει, χωρίς να διακυβεύεται η σύγκλιση του κατανεμημένου ελέγχου ισχύος σύμφωνα με όσα προαναφέρθηκαν. Έστω ότι το σύνολο αυτό των φερόντων είναι το $\mathcal{N}' \subseteq \mathcal{N}$. Κατόπιν, το πλαίσιο διαχείρισης πόρων λειτουργεί ως το σύνολο των φερόντων να ήταν το \mathcal{N}' αντί του \mathcal{N} .

Αποτελέσματα προσομοίωσης

Τα αποτελέσματα που ακολουθούν έχουν προκύψει από 5000 Monte Carlo επαναλήψεις για κάθε προσομοιούμενο σχήμα διαχείρισης πόρων. Στα διαγράμματα που ακολουθούν παρουσιάζονται οι μέσες τιμές των αντιστοίχων μετρικών για αυτές τις 5000 επαναλήψεις μόνον για την κεντρική κυψέλη ($\bar{k} = 1$) του δικτύου. Σκοπός είναι να μελετηθεί η επίδοση μιας κυψέλης του δικτύου που λειτουργεί σε ρεαλιστικό περιβάλλον ομοδιαυλικών παρεμβολών.

Όσον αφορά το συμβολισμό που χρησιμοποιείται, με “Hungarian-CNT” και “Auction-CNT” σημειώνονται ο Hungarian αλγόριθμος και ο αλγόριθμος συνδυαστικών δημοπρασιών εκχώρησης φερόντων αντίστοιχα με κεντρικό έλεγχο ισχύος ενώ με “Hungarian-DST” και “Auction-DST” οι αντίστοιχοι αλγόριθμοι με κατανεμημένο έλεγχο ισχύος.

Προσφερόμενος ρυθμός bit Το Σχ. 3.13a απεικονίζει τον προσφερόμενο ρυθμό bit αR της κεντρικής κυψέλης \bar{k} προς τον αιτούμενο ρυθμό bit R για τα τέσσερα προσομοιωθέντα σχήματα εκχώρησης πόρων. Κατ’ αρχήν, επικεντρωνόμαστε στα σχήματα με κεντρικό έλεγχο ισχύος (“CNT”). Σε σύγκριση με τα αντίστοιχα αποτελέσματα που παρουσιάζονται στο Σχ. 3.3a, όπου προσομοιώνεται το δίκτυο μοναδικής κυψέλης, δηλαδή ένα δίκτυο απαλλαγμένο από ομοδιαυλικές παρεμβολές, παρατηρούμε ότι ο προσφερόμενος ρυθμός bit μειώνεται κατά 66.29% για τον Hungarian αλγόριθμο σε συνθήκες κορεσμού ενώ το αντίστοιχο ποσοστό είναι 67.74% για τον αλγόριθμο συνδυαστικών δημοπρασιών. Έτσι, καταλήγουμε στο συμπέρασμα ότι η δόμηση ενός δικτύου με συντελεστή επαναχρησιμοποίησης συχνότητας ίσο με τη μονάδα (κάθε κυψέλη επαναχρησιμοποιεί το ίδιο φάσμα) οδηγεί στην ύπαρξη ισχυρών παρεμβολών, οι οποίοι περιορίζουν το συνολικά προσφερόμενο ρυθμό bit μιας κυψέλης στο ένα τρίτο αυτού που προσδιορίζεται αν δε συνυπολογιστεί η ομοδιαυλική παρεμβολή, ακόμα και με την εφαρμογή του βέλτιστου αλγορίθμου κατανομής

(a) Προσφερόμενος ρυθμός bit oR (b) Ρυθμός μεταβολής του προσφερόμενου ρυθμού bit $\frac{\Delta(oR)}{\Delta R}$ 

(c) Κανονικοποιημένος (ως προς το βέλτιστο) προσφερόμενος ρυθμός bit

Σχήμα 3.13: Προσφερόμενος ρυθμός bit προς αιτούμενο ρυθμό bit

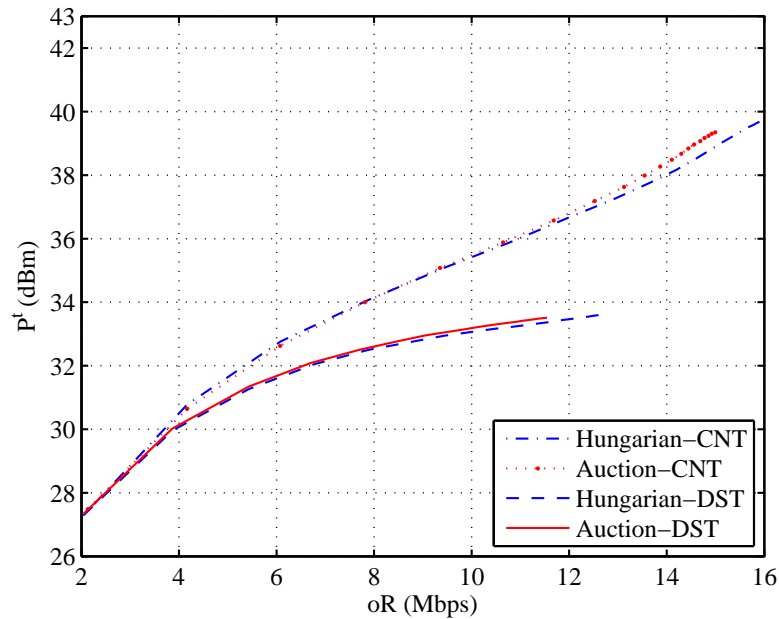
φερόντων και του βέλτιστου συγκεντρωτικού αλγορίθμου καθορισμού διαμόρφωσης και ελέγχου ισχύος. Μια πιθανή μέθοδος για τη βελτίωση αυτής της εικόνας χωρίς να απαιτηθεί αύξηση του κατειλημμένου φάσματος θα μπορούσε να είναι η χρήση έξυπνων κεραιών [122, 123].

Συγκρίνοντας τους αλγορίθμους εκχώρησης φερόντων υπό το ίδιο σχήμα ελέγχου ισχύος, καταλήγουμε και πάλι στο συμπέρασμα ότι ο αλγόριθμος συνδυαστικών δημοπρασιών ακολουθεί στενά το βέλτιστο αλγόριθμο, ανεξαρτήτως του σχήματος ελέγχου ισχύος. Έτσι, στην περίπτωση κεντρικού ελέγχου ισχύος, ο αλγόριθμος συνδυαστικών δημοπρασιών φτάνει στη χειρότερη περίπτωση το 94.21% του αντίστοιχου βέλτιστου αλγορίθμου. Το αντίστοιχο ποσοστό είναι 91.59% στην περίπτωση εφαρμογής του κατανεμημένου ελέγχου ισχύος. Τα αποτελέσματα αυτά επιβεβαιώνονται και από το Σχ. 3.13c, όπου φαίνεται το εκατοστιαίο ποσοστό του προσφερόμενου ρυθμού bit καθενός από τα προσομοιωθέντα σχήματα προς τον προσφερόμενο ρυθμό του Hungarian αλγορίθμου με κεντρικό έλεγχο ισχύος, που αναμενόμενα εμφανίζει την καλύτερη επίδοση.

Συγκρίνοντας πλέον τα δύο διαφορετικά σχήματα ελέγχου ισχύος υπό τον ίδιο αλγόριθμο κατανομής φερόντων, παρατηρούμε ότι ο κατανεμημένος έλεγχος ισχύος υστερεί στον κορεσμό σε σχέση με τον κεντρικό κατά 3.31Mbps (79.20%) για το Hungarian αλγόριθμο και 3.45Mbps (76.98%) για τον αλγόριθμο συνδυαστικών δημοπρασιών. Όπως σημειώθηκε και προηγούμενα, το κατανεμημένο σχήμα τείνει να είναι πιο συντηρητικό ως προς την κατανάλωση ισχύος. Έτσι, ο *a priori* αποκλεισμός ορισμένων φερόντων εξαιτίας του ότι δεν πληρούν το κριτήριο σύγκλισης του αλγορίθμου μειώνει ουσιαστικά το διαθέσιμο φάσμα της κυψέλης, το οποίο συνακόλουθα οδηγεί σε μείωση του προσφερόμενου ρυθμού δεδομένων. Η αυστηρότητα του κριτηρίου σύγκλισης, η οποία επιβάλλεται από τη μερική γνώση των συνθηκών του καναλιού, είναι αυτή που οδηγεί τελικά το κατανεμημένο σχήμα ελέγχου ισχύος σε αυτή τη μειωμένη επίδοση σε σχέση με τον κεντρικό έλεγχο ισχύος.

Ολοκληρώνοντας την ανάλυση των αποτελεσμάτων που αφορούν αμιγώς στον προσφερόμενο ρυθμό bit, το Σχ. 3.13b, απεικονίζει το ρυθμό μεταβολής του προσφερόμενου ρυθμού bit $\frac{\Delta oR}{\Delta R}$. Σε σύγκριση και με το αντίστοιχο Σχ. 3.3b, παρατηρούμε ότι ο ρυθμός μεταβολής του προσφερόμενου ρυθμού bit φθίνει ταχύτατα. Έτσι, όταν σταματά η διαδικασία εισαγωγής νέων χρηστών στο σύστημα, για $U_k^{lim} = 20$, $\forall k \in \mathcal{K}$ και $R = 40.96Mbps$, ο ρυθμός μεταβολής του προσφερόμενου ρυθμού bit για τα τέσσερα προσομοιωθέντα σχήματα κυμαίνεται από 3.38% έως 4.70%, πράγμα που καταδεικνύει ότι το δίκτυο δε θα μπορούσε να εξυπηρετήσει επιπλέον εισερχόμενη κίνηση και είναι επομένως σε κορεσμό.

Αιτούμενη ισχύς Συνεχίζοντας στο δεύτερο βασικό υπό εξέταση μέγεθος, αυτό της απαιτούμενης ισχύος P^t από την κεντρική κυψέλη, το Σχ. 3.14 απεικονίζει το μέγεθος αυτό προς τον προσφερόμενο ρυθμό bit oR . Συγκρίνοντας τους Hungarian



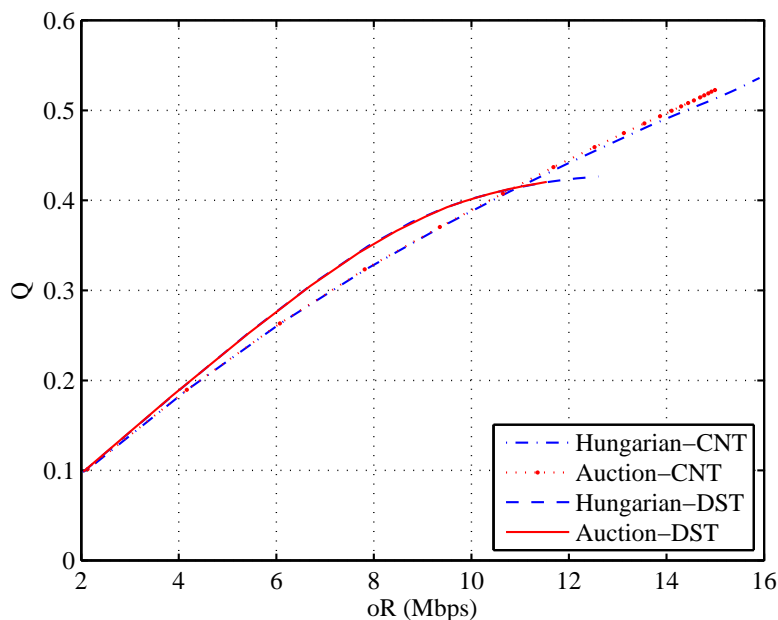
Σχήμα 3.14: Απαιτούμενη ισχύς προς προσφερόμενο ρυθμό bit

και Auction αλγόριθμους υπό το αυτό σχήμα ελέγχου ισχύος, επιβεβαιώνεται η παρατήρηση που έγινε νωρίτερα (Σχ. 3.1 και Σχ. 3.4) ότι ο Auction αλγόριθμος είναι ελαφρά χειρότερος του Hungarian αλγόριθμου. Συγκεκριμένα, ο Auction αλγόριθμος απαιτεί στη χειρότερη περίπτωση 0.46dB περισσότερη ισχύ σε σχέση με τον Hungarian αλγόριθμο υπό κεντρικό έλεγχο ισχύος ενώ η αντίστοιχη διαφορά είναι 0.15dB στην περίπτωση εφαρμογής κατανεμημένου ελέγχου ισχύος.

Όσον αφορά τη σύγκριση μεταξύ των διαφορετικών σχημάτων ελέγχου ισχύος, παρατηρούμε ότι ο κατανεμημένος έλεγχος ισχύος οδηγεί σε μικρότερη κατανάλωση σε σύγκριση με το κεντρικό σχήμα, μια παρατήρηση που είναι σε πλήρη συμφωνία με τα όσα προέκυψαν από το απλό παράδειγμα της §3.4.3. Έτσι, καθώς αυξάνει ο προσφερόμενος ρυθμός bit, ο κατανεμημένος αλγόριθμος, περισσότερο συντηρητικός στην κατανάλωση ισχύος, αυξάνει την απαιτούμενη ισχύ ανά μονάδα προσφερόμενου ρυθμού βραδύτερα σε σχέση με τον κεντρικό αλγόριθμο, οδηγώντας όμως ταυτόχρονα και σε μικρότερο προσφερόμενο ρυθμό bit. Συγκεκριμένα, ο Hungarian αλγόριθμος υπό το κατανεμημένο σχήμα ελέγχου ισχύος απαιτεί έως και 3.34dB μικρότερη ισχύ εκπομπής σε σχέση με την περίπτωση που εφαρμόζεται το κεντρικό σχήμα. Αντίστοιχα για τον Auction αλγόριθμο, η διαφορά αυτή προκύπτει 2.70dB.

Αξιοσημείωτη είναι, τέλος, η απόσταση της συνολικά απαιτούμενης ισχύος σε συνθήκες κορεσμού από τη συνολικά διαθέσιμη ισχύ της κυψέλης $P_{BS}^{max} = 43dBm$. Από τα αριθμητικά αποτελέσματα προκύπτει ότι υπάρχει ένα πλεόνασμα ισχύος πε-

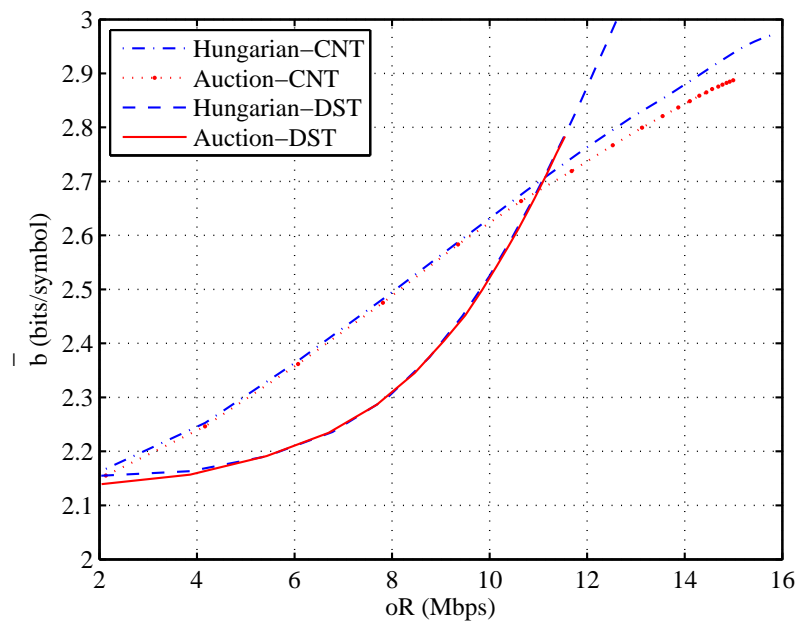
ρίπου 3.5dB για το κεντρικό σχήμα ελέγχου ισχύος και 9.5dB για το κατανεμημένο σχήμα. Αυτό το πλεόνασμα ισχύος, αν δε δεσμευθεί για να καλύψει απώλειες που προκύπτουν στη μετάδοση του σήματος, π.χ. απώλειες διείσδυσης, απώλειες καλωδίων κλπ, οι οποίες δεν έχουν ληφθεί υπόψη στην παρούσα μοντελοποίηση, θα μπορούσε να οδηγήσει στη χρήση μικροκυματικών ενισχυτών μικρότερης ισχύος και άρα μειωμένου κόστους για το σταθμό βάσης, ή, αν το διαθέσιμο φάσμα υπόκειται σε μια λογική ταυτόχρονης χρήσης και από δευτερεύοντες χρήστες (cognitive networks), θα μπορούσε να οδηγήσει σε μικρότερα έξοδα κατάληψης φάσματος για το λειτουργό του δικτύου [124].



Σχήμα 3.15: Συντελεστής φόρτισης προς προσφερόμενο ρυθμό bit

Συντελεστής φόρτισης - Μέσο επίπεδο διαμόρφωσης Το Σχ. 3.15 απεικονίζει το συντελεστή φόρτισης Q της κυψέλης, το ποσοστό δηλαδή των φερόντων που χρησιμοποιούνται, προς τον προσφερόμενο ρυθμό bit oR . Ο συντελεστής φόρτισης εξαρτάται κυρίως από τον αλγόριθμο κατανομής φερόντων. Ως εκ τούτου, τα τέσσερα σχήματα εμφανίζουν παρόμοια επίδοση, αναφορικά με τη μετρική αυτή. Αξίζει να σημειωθεί ότι ο κατανεμημένος έλεγχος ισχύος εμφανίζει ελαφρώς μεγαλύτερο συντελεστή φόρτισης στο μεγαλύτερο διάστημα του προσφερόμενου ρυθμού bit. Η διαφορά αυτή οφείλεται στο γεγονός ότι το κατανεμημένο σχήμα αποκλείει a priori τη φόρτωση φερόντων και μάλιστα αποκλείει τη φόρτωση εκείνων των φερόντων τα

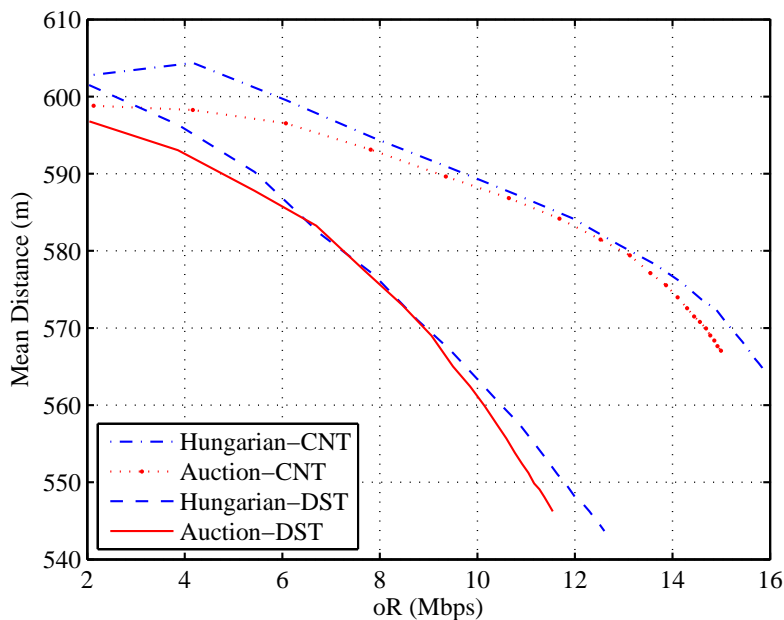
οποία είναι “κακής” ποιότητας. Επομένως, τα εναπομείναντα φέροντα έχουν καλύτερες προοπτικές να φορτωθούν με κάποια διαμόρφωση. Αντίθετα, στην περίπτωση του κεντρικού ελέγχου ισχύος, υπάρχουν φέροντα τα οποία εκχωρούνται στους χρήστες αλλά επειδή είναι “κακής” ποιότητας, τελικά δε φορτώνονται καθόλου και έτσι μειώνουν το συντελεστή φόρτισης. Εξ’ αιτίας όμως του a priori αποκλεισμού φερόντων, ο συντελεστής φόρτισης για το κατανομημένο σχήμα παραμένει αναγκαστικά χαμηλά αφού ένα πλήθος φερόντων αποκλείονται. Αυτό έχει σαν αποτέλεσμα την έντονη καμπή που παρατηρείται στο εύρος 8-12Mbps.



Σχήμα 3.16: Μέσο επίπεδο διαμόρφωσης προς προσφερόμενο ρυθμό bit

Η συλλογιστική αυτή επιβεβαιώνεται και από το Σχ. 3.16 όπου απεικονίζεται το μέσο επίπεδο διαμόρφωσης \bar{b} της κεντρικής κυψέλης προς τον προσφερόμενο ρυθμό bit oR . Όπως σημειώθηκε σε προηγούμενη παράγραφο, ο συντελεστής φόρτισης Q , το μέσο επίπεδο διαμόρφωσης \bar{b} και ο προσφερόμενος ρυθμός bit oR συνδέονται με τη σχέση $Q\bar{b} = \frac{oR}{BW}$ όπου BW το συνολικό εύρος ζώνης που καταλαμβάνει το δίκτυο. Επομένως, για να αυξηθεί ο προσφερόμενος ρυθμός bit, είτε θα πρέπει να αυξηθεί ο συντελεστής φόρτισης, να φορτωθούν δηλαδή περισσότερα φέροντα, είτε το μέσο επίπεδο διαμόρφωσης, να αυξηθεί δηλαδή το επίπεδο διαμόρφωσης των ήδη φορτωμένων φερόντων. Όπως εξηγήθηκε νωρίτερα με λεπτομέρεια, όταν τα φέροντα που έχουν εκχωρηθεί σε ένα χρήστη είναι “παρόμοιας” ποιότητας, τότε είναι προτιμότερο, από την πλευρά της καταναλισκόμενης ισχύος, να αυξηθεί ο συντελεστής φόρτισης. Αντίθετα, όταν υπάρχει μεγάλη απόσταση μεταξύ της ποιότητας

των φερόντων, ενδέχεται να υπάρξουν περιπτώσεις που είναι προτιμότερο να αυξηθεί το επίπεδο διαμόρφωσης σε ένα ήδη φορτωμένο φέρον και να απελευθερωθεί ένα φέρον “κακής” ποιότητας. Για το λόγο αυτό, από το Σχ. 3.16, παρατηρούμε ότι ο καταναμημένος αλγόριθμος ελέγχου ισχύος εμφανίζει στο μεγαλύτερο μέρος του προσφερόμενου ρυθμού bit μικρότερο μέσο επίπεδο διαμόρφωσης, γεγονός που δικαιολογεί και τη μικρότερη καταναλισκόμενη ισχύ. Εξαιτίας της έντονης καμπής του συντελεστή φόρτισης για το καταναμημένο σχήμα στο εύρος 8-12Mbps, το αντίστοιχο μέσο επίπεδο διαμόρφωσης εμφανίζει μια έντονη αύξηση στο ίδιο εύρος, για να μπορέσει να καλύψει την απώλεια από τη μείωση του συντελεστή φόρτισης.



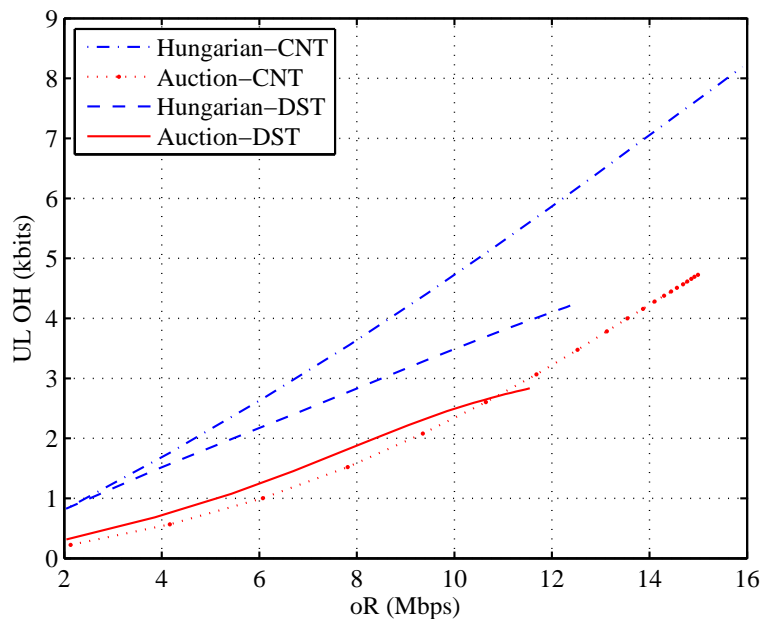
Σχήμα 3.17: Μέση απόσταση εξυπηρετούμενων χρηστών προς προσφερόμενο ρυθμό bit

Μέση απόσταση εξυπηρετούμενων χρηστών Το Σχ. 3.17 απεικονίζει τη μέση απόσταση των εισηγμένων χρηστών της κεντρικής κυψέλης του συστήματος. Συγκρίνοντας το σχήμα αυτό με το αντίστοιχο Σχ. 3.7, παρατηρούμε ότι η παρουσία ομοδιαυλικών παρεμβολών οδηγεί σε αισθητή συμπίεση τη μέση απόσταση των χρηστών, μια συμπίεση η οποία γίνεται εντονότερη καθώς αυξάνεται ο προσφερόμενος ρυθμός bit. Είναι προφανές ότι στην προκειμένη περίπτωση, σε αντίθεση με το δίκτυο μοναδικής κυψέλης, απαιτείται μεγαλύτερη ισχύς για να υπερκαλυφθεί το πρόβλημα που προκύπτει από την ύπαρξη ομοδιαυλικών παρεμβολών. Επειδή όμως η ισχύς είναι πεπερασμένη, για να μπορέσει το σύστημα να ανταπεξέλθει στην αύξηση

του προσφερόμενου ρυθμού bit, αναγκάζεται να απορρίψει χρήστες οι οποίοι βρίσκονται μακριά από το σταθμό βάσης και απαιτούν μεγαλύτερη ισχύ λόγω μεγάλων απωλειών διαδρομής και μεγαλύτερων ομοδιαυλικών παρεμβολών. Κατόπιν, συγκρίνοντας τους αλγόριθμους εκχώρησης φερόντων υπό το ίδιο σχήμα ελέγχου ισχύος, παρατηρούμε ότι ο Hungarian αλγόριθμος εμφανίζει ελαφρώς καλύτερη συμπεριφορά σε σχέση με τον αλγόριθμο συνδυαστικών δημοπρασιών, με τη διαφορά μεταξύ των δύο να φτάνει στη χειρότερη περίπτωση τα 6m. Ωστόσο, συγκρίνοντας τα διαφορετικά σχήματα ελέγχου ισχύος, παρατηρούμε ότι το κατανεμημένο σχήμα εμφανίζει μεγαλύτερο ρυθμό μείωσης της μέσης απόστασης και καταλήγει έτσι στα 543.7m (Hungarian-DST) έναντι των 564.1m (Hungarian-CNT) του κεντρικού σχήματος σε συνθήκες κορεσμού. Η διαφορά αυτή των 20.4m είναι μικρή σε σχέση με την ακτίνα των 1000m της κυψέλης αλλά είναι ενδεικτική της συμπεριφοράς των σχημάτων ελέγχου ισχύος. Ο κατανεμημένος έλεγχος ισχύος, όπως έχει ήδη τονιστεί προηγουμένως, είναι περισσότερο συντηρητικός σε σχέση με τον κεντρικό έλεγχο ισχύος, καθώς έχει να αντιμετωπίσει την αβεβαιότητα της μερικής γνώσης του CSI. Έτσι, ενώ υπάρχει διαθέσιμη ισχύς, όπως φαίνεται και από το Σχ. 3.14, το σχήμα επιλέγει να μην προχωρήσει σε εκχώρησή της. Η συντηρητική αυτή συμπεριφορά οδηγεί στην άρνηση εξυπηρέτησης σε χρήστες οι οποίοι βρίσκονται απομακρυσμένοι από το σταθμό βάσης και, συνακόλουθα, στη μείωση της μέσης απόστασης των εισηγμένων στην κυψέλη χρηστών.

Επιβάρυνση λόγω ανάδρασης στη ζεύξη ανόδου Το Σχ. 3.18 απεικονίζει τη συνολική επιβάρυνση σε πληροφορία ανάδρασης που απαιτείται από τα τέσσερα διαφορετικά σχήματα που εξετάστηκαν. Στην επιβάρυνση αυτή περιλαμβάνεται όλη η πληροφορία που απαιτείται να αποσταλεί από τους χρήστες στο σταθμό βάσης που τους εξυπηρετεί τόσο στη φάση εκχώρησης φερόντων όσο και στη φάση καθορισμού του επιπέδου διαμόρφωσης και ελέγχου ισχύος. Μια πρώτη παρατήρηση αφορά στο ότι ο Hungarian αλγόριθμος απαιτεί μεγαλύτερη ποσότητα πληροφορίας ανάδρασης σε σχέση με τον Auction αλγόριθμο, με τη διαφορά μεταξύ των δύο να αυξάνει καθώς αυξάνει ο προσφερόμενος ρυθμός bit. Η διαφορά αυτή οφείλεται στην πλήρη γνώση πληροφορίας CSI που απαιτεί ο Hungarian αλγόριθμος σε αντίθεση με την μερική μόνο γνώση που απαιτεί ο Auction αλγόριθμος.

Συγκρίνοντας τα σχήματα υπό τον ίδιο αλγόριθμο εκχώρησης φερόντων, κατ' αρχήν για το Hungarian αλγόριθμο, παρατηρούμε ότι το κεντρικό σχήμα ελέγχου ισχύος απαιτεί μεγαλύτερη πληροφορία ανάδρασης σε σχέση με το κατανεμημένο σχήμα, μια διαφορά η οποία διευρύνεται καθώς αυξάνει ο προσφερόμενος ρυθμός bit. Οι μικρότερες απαιτήσεις του κατανεμημένου σχήματος οφείλονται σε δύο κυρίως λόγους. Ο πρώτος αφορά τη διαδικασία εκχώρησης φερόντων. Λόγω του ότι το σύνολο των διαθέσιμων φερόντων είναι μικρότερο σε σύγκριση με το κεντρικό σχήμα όπου συμμετέχουν όλα τα φέροντα, ο αλγόριθμος ανατροφοδοτεί μικρότερη

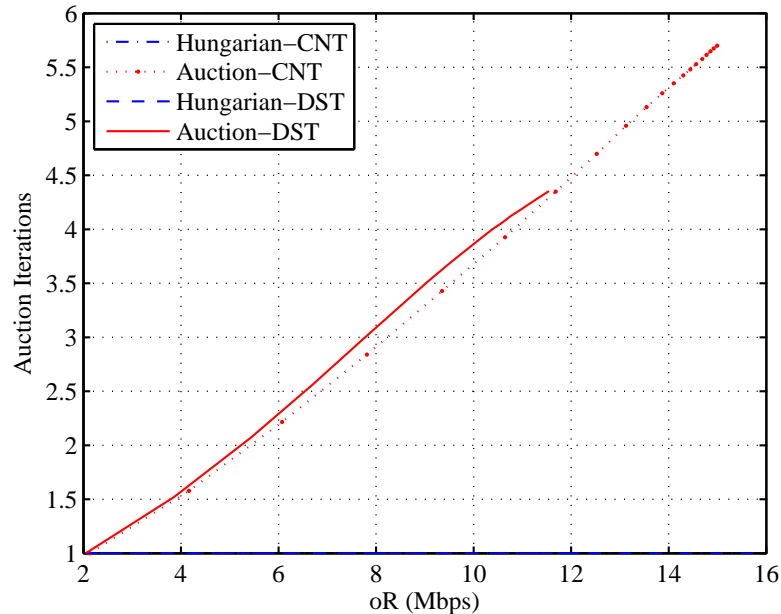


Σχήμα 3.18: Επιβάρυνση λόγω ανάδρασης στη ζεύξη ανόδου προς προσφερόμενο ρυθμό bit

ποσότητα πληροφορίας CSI. Υπενθυμίζεται ότι κάθε χρήστης πρέπει να αποστείλει στο σταθμό βάσης που τον εξυπηρετεί το κανονικοποιημένο κέρδος καναλιού για όλα τα διαθέσιμα φέροντα. Ο δεύτερος λόγος σχετίζεται με τη διαδικασία καθορισμού διαμόρφωσης και ελέγχου ισχύος. Το κεντρικό σχήμα απαιτεί από τους χρήστες να αποστείλουν το κέρδος καναλιού για όλα τα φέροντα που τους έχουν εκχωρηθεί προς όλους τους σταθμούς βάσης του δικτύου. Στο κατανεμημένο σχήμα ελέγχου ισχύος, ο χρήστης δεν αποστέλλει αυτή την πληροφορία αλλά ενημερώνει το σταθμό βάσης για το επίπεδο διαμόρφωσης για κάθε φέρον που του έχει εκχωρηθεί και επίσης για την απαιτούμενη ισχύ εκπομπής ανά επανάληψη του παιγνίου ελέγχου ισχύος.

Όσον αφορά τον αλγόριθμο συνδυαστικών δημοπρασιών, παρατηρούμε ότι η καμπύλη του κατανεμημένου σχήματος είναι ελαφρώς υψηλότερα σε σχέση με την καμπύλη του κεντρικού σχήματος. Δεδομένου ότι στη φάση εκχώρησης φερόντων ο αλγόριθμος συνδυαστικών δημοπρασιών απαιτεί αναφορά του CSI μόνον για τα αιτούμενα φέροντα, η μείωση του πλήθους των διαθέσιμων φερόντων δε φαίνεται να επηρεάζει ιδιαίτερα το uplink overhead. Αντίθετα, στην προκειμένη φαίνεται ότι ιδιαίτερη επίδραση στην επιβάρυνση λόγω ανάδρασης φαίνεται να έχει η φάση καθορισμού διαμόρφωσης και ελέγχου ισχύος. Έτσι, από το Σχ. 3.18 φαίνεται ότι η επιβάρυνση που προκύπτει από την ανάδραση του επιπέδου διαμόρφωσης για κάθε ένα από τα εκχωρηθέντα φέροντα αλλά και η συνεχής ανάδραση της ανανεωμένης

εκπεμπόμενης ισχύος κατά το παίγνιο ελέγχου ισχύος οδηγεί σε συνολικά μεγαλύτερη επιβάρυνση λόγω ανάδρασης.



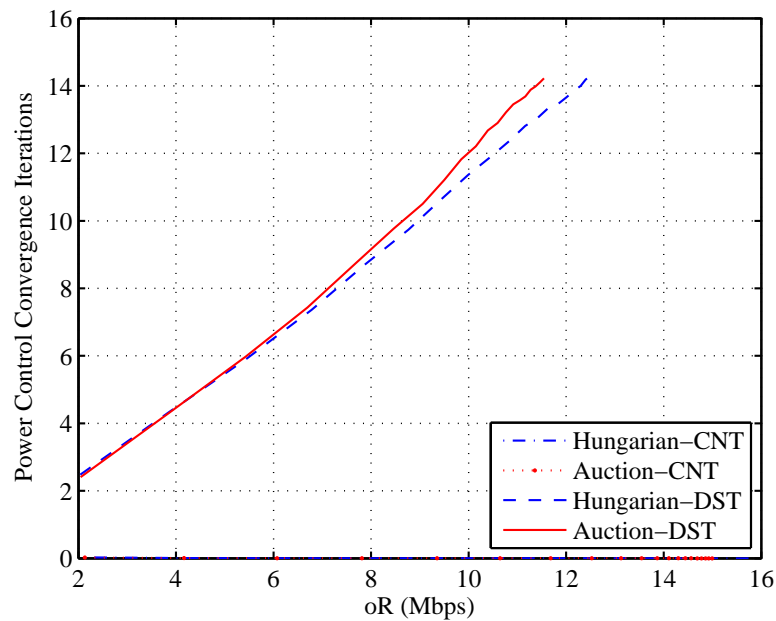
Σχήμα 3.19: Πλήθος δημοπρασιών προς προσφερόμενο ρυθμό bit

Πλήθος δημοπρασιών Το Σχ. 3.19 απεικονίζει το πλήθος των δημοπρασιών που απαιτούνται για την ολοκλήρωση της διαδικασίας εκχώρησης φερόντων. Συγκρίνοντας την καμπύλη του αλγορίθμου συνδυαστικών δημοπρασιών με κεντρικό έλεγχο ισχύος με την αντίστοιχη καμπύλη του Σχ. 3.9 για το δίκτυο μοναδικής κυψέλης που προσομοιώθηκε προηγούμενα, παρατηρούμε ότι και στις δύο περιπτώσεις έχουμε γραμμική αύξηση του πλήθους των δημοπρασιών καθώς αυξάνεται ο προσφερόμενος ρυθμός bit (για την περίπτωση του Σχ. 3.9 μέχρι περίπου τα 20Mbps). Πάρα ταύτα, στην προκειμένη περίπτωση που εξετάζεται μια κυψέλη σε περιβάλλον παρεμβολών απαιτούνται περίπου 0.38 δημοπρασίες ανά Mbps προσφερόμενου ρυθμού bit σε αντίθεση με την περίπτωση που η κυψέλη λειτουργεί απαλλαγμένη παρεμβολών και απαιτούνται περίπου 0.25 δημοπρασίες αντίστοιχα. Συμπεραίνουμε επομένως ότι η ύπαρξη ομοδιαυλικών παρεμβολών αυξάνει το πλήθος των δημοπρασιών που πραγματοποιούνται. Το φαινόμενο αυτό οφείλεται στη φύση των ομοδιαυλικών παρεμβολών. Σε αντίθεση με τον AWGN θόρυβο που ενυπάρχει αναπόφευκτα στο κανάλι και επηρεάζει όλα τα φέροντα με τον ίδιο τρόπο, οι ομοδιαυλικές παρεμβολές εισάγουν έγχρωμο θόρυβο, ο οποίος επηρεάζει κάθε φέρον διαφορετικά. Συγκεκριμένα, αν μια κυψέλη εκπέμπει ισχύ σε ένα φέρον, τότε όλοι οι χρήστες μιας γειτονικής

κυψέλης θα εμφανίζουν χαμηλότερο κανονικοποιημένο κέρδος καναλιού σ' αυτό το συγκεκριμένο φέρον εξαιτίας της παρεμβολής. Η χειροτέρευση αυτή οδηγεί στον πιθανό αποκλεισμό αυτού του φέροντος από το σύνολο των αιτούμενων φερόντων C_u^r κατά τη διαδικασία δημοπράτησης των φερόντων (βλ. Αλγ. 3.1). Κοντολογίς, θα λέγαμε ότι εξαιτίας των ομοδιαυλικών παρεμβολών, κάποια φέροντα εμφανίζουν χαμηλό κανονικοποιημένο κέρδος για όλους τους χρήστες και έτσι περιορίζεται το πλεονέκτημα του multiuser diversity, στο οποίο βασίζεται ο αλγόριθμος συνδυαστικών δημοπρασιών. Η τάση όλων των χρηστών να μην επιλέγουν τα φέροντα στα οποία εντοπίζονται υψηλές ομοδιαυλικές παρεμβολές οδηγεί στο να υπάρχουν περισσότερες επικαλύψεις στα αιτούμενα σύνολα C_u^r , πράγμα το οποίο οδηγεί τελικά σε μεγαλύτερο πλήθος δημοπρασιών.

Συγκρίνοντας τώρα τις καμπύλες του αλγόριθμου συνδυαστικών δημοπρασιών υπό διαφορετικό σχήμα ελέγχου ισχύος, παρατηρείται μια μικρή αύξηση του πλήθους δημοπρασιών για το κατανεμημένο σχήμα. Η αύξηση αυτή οφείλεται στο μικρότερο σύνολο διαθέσιμων φερόντων, το οποίο προκύπτει όπως εξηγήθηκε προηγούμενα. Μικρότερο σύνολο διαθέσιμων φερόντων οδηγεί και πάλι σε περισσότερες επικαλύψεις των συνόλων αιτούμενων φερόντων και τελικά σε μεγαλύτερο πλήθος δημοπρασιών. Αυτή η ελαφρά αύξηση στο πλήθος δημοπρασιών συμβάλλει, κατά ελάχιστο βέβαια λόγο, στην αύξηση της επιβάρυνσης λόγω πληροφορίας ανάδρασης, όπως αυτή εξηγήθηκε προηγούμενα.

Επαναλήψεις σύγκλισης ελέγχου ισχύος Μια μετρική που αφορά το κατανεμημένο σχήμα ελέγχου ισχύος είναι το πλήθος των επαναλήψεων που απαιτούνται για τη σύγκλιση του παιγνίου ελέγχου ισχύος και απεικονίζεται στο Σχ. 3.20. Κατ' αρχήν, παρατηρείται ότι το εύρος τιμών του πλήθους επαναλήψεων κυμαίνεται μεταξύ 2.4 και 14.4. Ας σημειωθεί εδώ ότι το ελάχιστο πλήθος επαναλήψεων του παιγνίου ελέγχου ισχύος είναι 2, αφού στην πρώτη επανάληψη ορίζει ο χρήστης της κυψέλης k την ισχύ του και στην επόμενη επανάληψη "απαντούν" οι ομοδιαυλικοί χρήστες των υπολοίπων κυψελών. Στις κατοπινές επαναλήψεις όλοι οι χρήστες απαντούν ταυτόχρονα στο ανανεωμένο περιβάλλον παρεμβολών. Το άνω όριο που ξεπερνά τις 14 επαναλήψεις καθορίζεται κυρίως από την ακρίβεια με την οποία επιθυμούμε να προσεγγίσουμε την ισορροπία του παιγνίου. Στις προσομοιώσεις που πραγματοποιήθηκαν απαιτήθηκε η μέγιστη δυνατή ακρίβεια, όπως εξηγήθηκε προηγούμενα, και αυτό έχει σαν αποτέλεσμα το σχετικά μεγάλο πλήθος απαιτούμενων επαναλήψεων. Το σχετικά μεγάλο πλήθος επαναλήψεων που απαιτεί το κατανεμημένο σχήμα αυξάνει κατά μείζονα λόγο την επιβάρυνση λόγω ανάδρασης εξαιτίας της αποστολής της επικαιροποιημένης ισχύος εκπομπής από το χρήστη στο σταθμό βάσης σε κάθε επανάληψη.



Σχήμα 3.20: Επαναλήψεις σύγκλισης ελέγχου ισχύος προς προσφερόμενο ρυθμό bit

3.4.6 Συμπεράσματα

Από τη θεωρητική ανάλυση που προηγήθηκε και τα αποτελέσματα που ακολούθησαν, μπορούμε να καταλήξουμε σε ορισμένα συμπεράσματα που αφορούν στην επίδοση του καταναμημένου σχήματος ελέγχου ισχύος:

1. Η εφαρμογή του καταναμημένου σχήματος οδηγεί σε μείωση του προσφερόμενου ρυθμού bit με ταυτόχρονη μείωση της απαιτούμενης ισχύος ανά μονάδα προσφερόμενου ρυθμού bit σε σύγκριση με τον κεντρικό έλεγχο ισχύος. Η μερική μόνο γνώση των συνθηκών καναλιού αναγκάζει το καταναμημένο σχήμα να είναι περισσότερο συντηρητικό. Εξαιτίας αυτού μάλιστα καταλήγει να υποχρησιμοποιείται η διαθέσιμη ισχύς και το σύστημα εμφανίζει χωρική επιλεκτικότητα, προτιμώντας τους κοντινούς στο σταθμό βάσης χρήστες σε βάρος των απομακρυσμένων χρηστών.
2. Το καταναμημένο σχήμα απαιτεί σαφώς μικρότερο όγκο πληροφορίας ανάδρασης όταν εφαρμόζεται ο βέλτιστος αλγόριθμος κατανομής φερόντων. Η εφαρμογή του αλγορίθμου συνδυαστικών δημοπρασιών οδηγεί σε μια ελαφρά αύξηση της πληροφορίας ανάδρασης σε σχέση με τον κεντρικό έλεγχο ισχύος. Πάρα ταύτα, και στις δύο περιπτώσεις, ο όγκος της πληροφορίας ανάδρασης μπορεί να ελεγχθεί μεταβάλλοντας την ακρίβεια με την οποία επιθυμούμε να

προσεγγίσουμε την ισορροπία του παιγνίου ελέγχου ισχύος. Το αυτό ισχύει και για το πλήθος των επαναλήψεων που απαιτούνται για την σύγκλιση του παιγνίου ελέγχου ισχύος.

3. Το κύριο πλεονέκτημα του κατανεμημένου αλγορίθμου είναι ότι μεταφέρει μέρος της υπολογιστικής πολυπλοκότητας από το σταθμό βάσης προς τους ίδιους τους χρήστες, οι οποίοι καλούνται εν μέρει να αποφασίσουν οι ίδιοι για τις παραμέτρους της επικοινωνίας τους. Επίσης, η μεταφορά της πολυπλοκότητας στους χρήστες βοηθά στην επεκτασιμότητα του συστήματος, αφού οι χρήστες ρυθμίζουν την ισχύ τους "απαντώντας" στην ομοδιαυλική παρεμβολή, ανεξάρτητα από την πηγή της. Έτσι, η διαδικασία ελέγχου ισχύος τείνει να γίνει ανεξάρτητη από το πλήθος των σταθμών βάσης που απαρτίζουν το δίκτυο.

Κεφάλαιο 4

Διαχείριση ασυρμάτων πόρων για δίκτυα WiMAX

4.1 Εισαγωγή στο WiMAX

Το σύνολο της ερευνητικής εργασίας που παρουσιάστηκε στα προηγούμενα κεφάλαια αφορά σε ένα πολυκυβελωτό δίκτυο OFDMA. Το “δίκτυο OFDMA” αποτελεί μία λογική αφαίρεση που χρησιμοποιείται για να περιγράψει ένα δίκτυο που εφαρμόζει την τεχνική πολλαπλής πρόσβασης OFDMA. Σε επίπεδο επιχειρησιακής λειτουργίας, για να καταστεί δυνατή η εγκατάσταση και χρήση ενός τέτοιου δικτύου, θα πρέπει να καθοριστούν σαφώς μια πληθώρα παραμέτρων και να προδιαγραφούν λεπτομερώς τα πρωτόκολλα επικοινωνίας μεταξύ των οντοτήτων του δικτύου.

Η OFDMA τεχνική πολλαπλή πρόσβασης έχει ήδη υιοθετηθεί από την IEEE σε δύο διαφορετικές ομάδες προτύπων, αφενός στα πρότυπα IEEE 802.16 [11], τα οποία αναφέρονται σε ασύρματη πρόσβαση δικτύου μητροπολιτικής περιοχής, αφετέρου στα πρότυπα IEEE 802.20 [125], τα οποία αφορούν στην εν κινήσει ασύρματη ευρυζωνική πρόσβαση. Επιπρόσθετα, το Ευρωπαϊκό Ινστιτούτο Τηλεπικοινωνιακών Προτύπων (European Telecommunications Standards Institute - ETSI) , μέσα από το 3GPP , επέλεξε την OFDMA για το Evolved UMTS Terrestrial Radio Access (E-UTRA) [13].

Η διαδικασία της προτυποποίησης της IEEE ακολουθήθηκε πολύ σύντομα από τη σύσταση του WiMAX Forum το 2001. Το WiMAX Forum είναι ένας οργανισμός που συγκροτείται από παράγοντες της βιομηχανίας των τηλεπικοινωνιών, στα πρότυπα του ιδιαιτέρως επιτυχημένου WiFi Alliance, με κύριο στόχο την επιτάχυνση της εισαγωγής των WiMAX δικτύων στην αγορά τηλεπικοινωνιών μέσα από την προώθηση της συμβατότητας και διαλειτουργικότητας των προϊόντων ασύρματης ευρυζωνικής πρόσβασης. Εξαιτίας αυτού, τα δίκτυα που βασίζονται στα πρότυπα IEEE 802.16 και συμμορφώνονται με τις προτάσεις του WiMAX Forum καλούνται

πολύ συχνά δίκτυα WiMAX.

Στη συνέχεια του παρόντος κεφαλαίου, θα γίνει εκτενής παρουσίαση των δικτύων WiMAX. Επιχειρείται μια μετάβαση από το αφαιρετικό μοντέλο του OFDMA δικτύου στο WiMAX δίκτυο, το οποίο θέτει πολύ συγκεκριμένες προδιαγραφές και περιορισμούς στη δομή των οντοτήτων που συγκροτούν το δίκτυο καθώς και στα πρωτόκολλα επικοινωνίας μεταξύ των οντοτήτων αυτών. Παρά το γεγονός ότι προβλέπονται τέσσερις διαφορετικοί τρόποι οργάνωσης του φυσικού στρώματος στο πρότυπο [11], το WiMAX Forum επέλεξε να επικεντρωθεί αρχικά σε εκείνο που προβλέπει την OFDMA ως τεχνική πολλαπλή πρόσβασης (WirelessMAN-OFDMA PHY) [12]. Έτσι, στη συνέχεια γίνεται λόγος για το WirelessMAN-OFDMA φυσικό στρώμα του WiMAX.

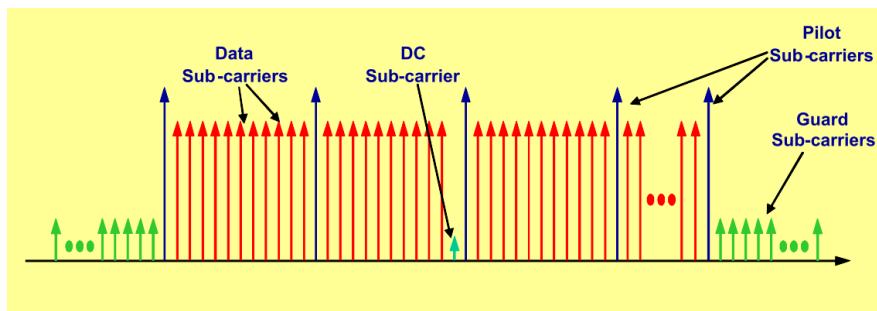
4.1.1 Δομή του OFDM συμβόλου και ορισμός υποκαναλιών

Ξεκινώντας, το πλήθος των OFDM φερόντων που θα συγκροτήσουν τα OFDMA σύμβολα καθορίζεται από το εύρος ζώνης που καταλαμβάνει το δίκτυο, εφαρμόζοντας μια τεχνική που αποκαλείται κλιμακώσιμο (scalable) OFDMA [126]. Έτσι, προβλέπονται 4 διαφορετικά μεγέθη FFT, που οδηγούν σε 128, 512, 1024 και 2048 φέροντα και αντιστοιχούν σε 1.25MHz, 5MHz, 10MHz και 20MHz κατειλημμένου εύρους ζώνης. Το scalable OFDMA οδηγεί τελικά σε μικρότερο κόστος υλοποίησης, αφού απαιτείται η υλοποίηση μόνον του FFT μεγέθους 2048, ο οποίος αρκεί για τους FFT μικρότερου μεγέθους. Επιπρόσθετα, η τακτική αυτή οδηγεί σε σταθερό εύρος φέροντος, γεγονός που καθιστά ευκολότερο τον προσδιορισμό των αντοχών του δικτύου στα φαινόμενα διάδοσης ενώ διευκολύνει επίσης τη διαχείριση πόρων.

Τα φέροντα στα οποία χωρίζεται το διαθέσιμο εύρος ζώνης ενός WiMAX δικτύου διακρίνονται σε τρεις κατηγορίες (Σχ. 4.1 [12, Fig. 4]):

- Φέροντα δεδομένων (data subcarriers) για μετάδοση δεδομένων.
- Φέροντα-πλότοι (pilot subcarriers) για εκτίμηση και συγχρονισμό.
- Κενά φέροντα (null subcarriers) τα οποία δεν εκπέμπονται. Χρησιμοποιούνται ως φέροντα φύλαξης (guard subcarriers) στην αρχή και στο τέλος του καταλαμβανόμενου εύρους ζώνης. Στα κενά φέροντα περιλαμβάνεται και το κεντρικό φέρον (DC subcarrier).

Τα ενεργά φέροντα (δεδομένων και πιλοτικά) συγκροτούν λογικά σύνολα φερόντων, τα οποία καλούνται υποκανάλια (subchannels). Ο τρόπος με τον οποίο επιλέγονται τα ενεργά φέροντα τα οποία θα συγκροτήσουν τα υποκανάλια καλείται μέθοδος μετάθεσης (permutation mode). Στο WiMAX διακρίνονται δύο βασικές κατηγορίες μεθόδων μετάθεσης, οι διαφορικές (diversity) και οι γειτονικές (contiguous) [12].

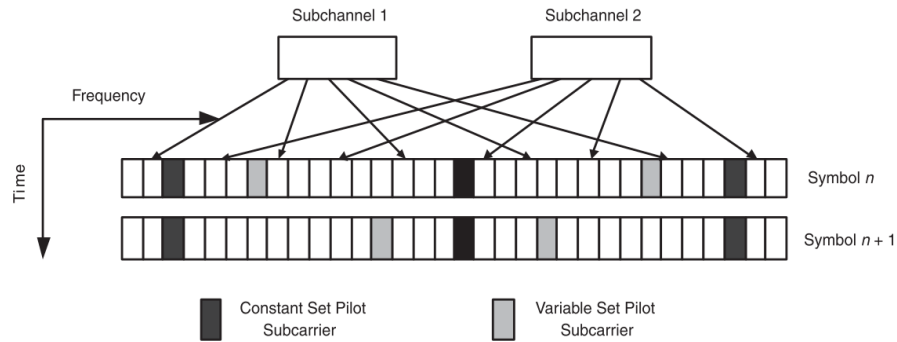


Σχήμα 4.1: Χωρισμός του διαθέσιμου εύρους ζώνης στις διαφορετικές κατηγορίες φερόντων του WiMAX

Οι διαφορετικές μέθοδοι μετάθεσης επιλέγουν ψευδοτυχαία τα φέροντα που θα συγχροτήσουν το υποκανάλι. Προσφέρουν έτσι διαφορισμό στο πεδίο της συχνότητας και ισοκατανομή την διακυβελικής παρεμβολής. Ας σημειωθεί εδώ ότι ο διαφορισμός στο πεδίο της συχνότητας προκύπτει από το γεγονός ότι είναι μάλλον απίθανο όλα τα φέροντα ενός υποκαναλιού να βρίσκονται σε κατάσταση βαθιάς διάλειψης όταν έχουν προέλθει από διαφορετικά σημεία του διαθέσιμου φάσματος. Στην κατηγορία των διαφορεικών μεθόδων εντάσσονται οι PUSC και FUSC (Partial και Full Usage of SubChannels αντίστοιχα).

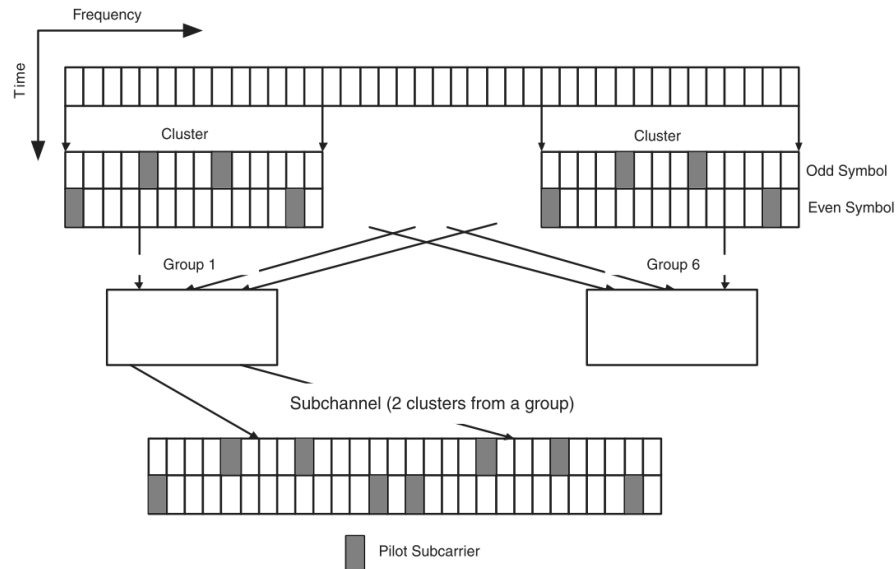
Για τη FUSC μέθοδο μετάθεσης, κάθε υποκανάλι αποτελείται από 48 φέροντα δεδομένων, τα οποία είναι ομοιόμορφα κατανεμημένα σε όλο το διαθέσιμο εύρος ζώνης. Κατά τη διαδικασία σχηματισμού των υποκαναλιών, αρχικά εκχωρούνται τα φέροντα-πιλότοι ενώ στη συνέχεια τα υπόλοιπα φέροντα αντιστοιχίζονται στα διάφορα υποκανάλια μέσα από μια διαδικασία ψευδοτυχαίας αντιμετάθεσης. Το σύνολο των φερόντων-πιλότων χωρίζεται σε δύο σταθερά σύνολα (constant sets) και δύο μεταβλητά σύνολα (variable sets). Η συγχρότηση των μεταβλητών συνόλων μεταβάλλεται ανά OFDM σύμβολο ενώ το περιεχόμενο των σταθερών συνόλων παραμένει αμετάβλητο. Το Σχ. 4.2 [127, Fig. 8.9] δίνει μια απεικόνιση του τρόπου συγχρότησης των FUSC υποκαναλιών.

Για την PUSC μέθοδο μετάθεσης, αρχικά τα χρησιμοποιούμενα φέροντα χωρίζονται σε συστάδες (clusters). Κάθε cluster εκτείνεται σε 2 OFDM σύμβολα και περιλαμβάνει 14 φέροντα ανά OFDM σύμβολο. Το ρόλο των φερόντων-πιλότων αναλαμβάνουν 4 φέροντα σε συγκεκριμένες θέσεις μέσα στο cluster, όπως φαίνεται στο Σχ. 4.3 [127, Fig. 8.10]. Στη συνέχεια, τα clusters αυτά, που το πρότυπο [11] τα αναφέρει ως φυσικά (physical clusters), αριθμούνται εκ νέου σύμφωνα με μια ψευδοτυχαία ακολουθία μετάθεσης και προκύπτουν έτσι τα λογικά clusters (logical clusters). Κατόπιν αυτής της αναδιάταξης, τα λογικά clusters χωρίζονται σε 6 ομάδες (groups), όπου κάθε group περιέχει ένα σύνολο διαδοχικών λογικών clusters. Στη συνέχεια τα λογικά clusters εντός του ίδιου group αναδιατάσσονται εκ νέου



Σχήμα 4.2: FUSC μέθοδος μετάθεσης

εφαρμόζοντας μια ψευδοτυχαία ακολουθία μετάθεσης ώστε τελικά να χρησιμοποιηθούν 2 λογικά clusters από το ίδιο group για να σχηματιστεί το υποκανάλι.

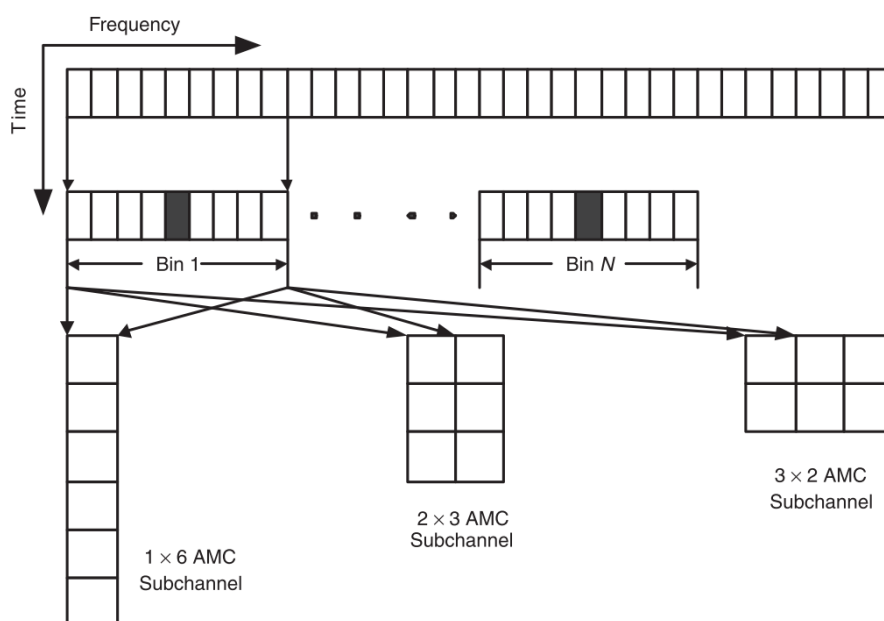


Σχήμα 4.3: PUSC μέθοδος μετάθεσης

Στον αντίποδα, οι γειτονικές μέθοδοι μετάθεσης επιλέγουν συνεχόμενα φέροντα για τη συγκρότηση του υποκαναλιού. Στην κατηγορία των γειτονικών μεθόδων μετάθεσης εντάσσεται η AMC (Adaptive Modulation and Coding). Η επιλογή συνεχόμενων φερόντων αποσκοπεί στην εκτίμηση του CSI σε κάθε υποκανάλι. Εκμεταλλευόμενη την εκτίμηση αυτή, η AMC μπορεί να αξιοποιήσει τη multi-user diversity, όπως αυτή αναφέρθηκε σε προηγούμενο κεφάλαιο, εκχωρώντας σε κάθε χρήστη το υποκανάλι με τη γι' αυτόν βέλτιστη απόκριση συχνότητας.

Για τη συγκρότηση του AMC υποκαναλιού, 9 διαδοχικά φέροντα εκ των οποίων το 1 σε ρόλο πιλότου, σχηματίζουν ένα bin (βλ. Σχ. 4.4 [127, Fig. 8.13]). 4

διαδοχικά bins στο πεδίο της συχνότητας συγκροτούν μια μπάντα (band). Ένα AMC υποκανάλι συγκροτείται από 6 γειτονικά bins από την ίδια μπάντα. Έτσι, ένα τέτοιο υποκανάλι μπορεί να προκύψει από 1 bin σε 6 διαδοχικά OFDM σύμβολα, 2 διαδοχικά bins σε 3 διαδοχικά OFDM σύμβολα, 3 διαδοχικά bins σε 2 διαδοχικά OFDM σύμβολα, ή, τέλος, 6 διαδοχικά bins σε 1 OFDM σύμβολο.



Σχήμα 4.4: AMC μέθοδος μετάθεσης

Εν γένει, οι διαφορετικές μέθοδοι μετάθεσης παρουσιάζουν καλή επίδοση σε συνθήκες κινητικότητας ενώ οι γειτονικές μέθοδοι μετάθεσης είναι καταλληλότεροι για συνθήκες χαμηλής ή καθόλου κινητικότητας. Τα χαρακτηριστικά αυτά δίνουν τη δυνατότητα στο δίκτυο να ανταλλάσσει μεταξύ ρυθμού δεδομένων και κινητικότητας.

Στο στρώμα ελέγχου μέσου, η βασική μονάδα εκχώρησης πόρων για το WiMAX καλείται θυρίδα (slot) και αντιστοιχεί σε ένα υποκανάλι του φυσικού στρώματος. Κάθε slot περιέχει 48 φέροντα δεδομένων ανεξαρτήτως του τρόπου επιλογής των φερόντων αυτών. Ανάλογα με τη μέθοδο μετάθεσης που εφαρμόζεται, τα φέροντα που θα συγκροτήσουν το slot προκύπτουν ακολουθώντας μια διαφορετική διαδικασία, όπως αυτή περιγράφηκε προηγούμενα. Συνοψίζοντας, για την PUSC, το slot εκτείνεται σε 2 OFDM σύμβολα, κάθε ένα εκ των οποίων περιέχει 24 φέροντα δεδομένων και 4 φέροντα-πλότους. Αντίστοιχα για την FUSC, το slot εκτείνεται σε ένα μονάχα OFDM σύμβολο, όπου και περιέχεται το σύνολο των φερόντων δεδομένων. Τα φέροντα-πλότοι για την FUSC ορίζονται συνολικά και όχι ανά slot. Τέλος, για την AMC, προβλέπονται 4 διαφορετικοί τρόποι συγκρότησης του slot, όπου το

slot εκτείνεται σε 1, 2, 3 ή 6 OFDM σύμβολα με 54 (48 φέροντα δεδομένων και 6 φέροντα-πilotους), 27 (24+3), 18 (16+2) ή 9 (8+1) φέροντα ανά OFDM σύμβολο αντίστοιχα.

4.1.2 Δομή του πλαισίου WiMAX

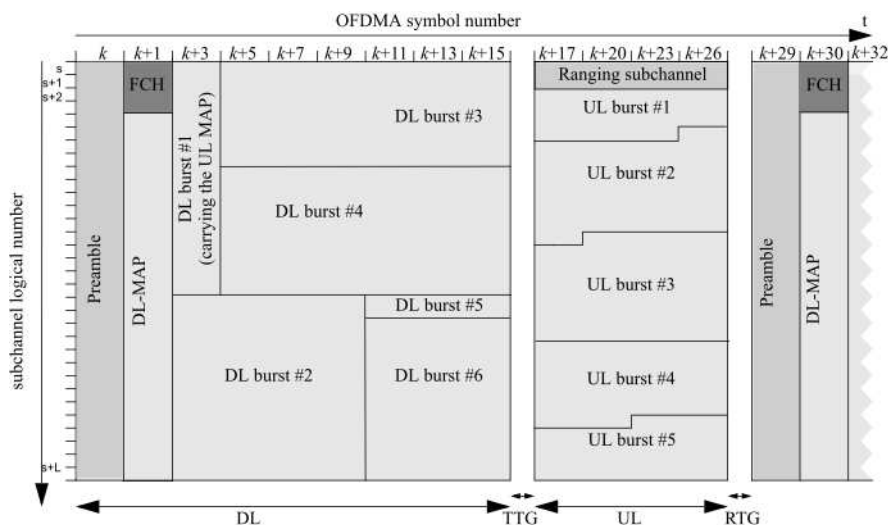
Το πρότυπο [11] υποστηρίζει τόσο χρονοδιαμετρική αμφιδρόμηση (Time Division Duplexing - TDD) όσο και συχνοδιαμετρική αμφιδρόμηση (Frequency Division Duplexing - FDD) για το διαχωρισμό της κάτω και άνω ζεύξης. Πάρα ταύτα, και πάλι το WiMAX Forum επέλεξε αρχικά να εστιάσει στην TDD, για τους εξής λόγους:

- Η TDD δίνει τη δυνατότητα προσαρμογής της αναλογίας downlink/uplink ώστε να μπορεί να υποστηριχθεί ασύμμετρη κίνηση και μάλιστα να προσαρμόζεται δυναμικά ανάλογα με τις ανάγκες της κίνησης. Στην FDD, το εύρος ζώνης για την κάτω και την άνω ζεύξη είναι προκαθορισμένο.
- Η TDD εξασφαλίζει την αντιστρεψιμότητα του καναλιού (channel reciprocity) ώστε να διευκολυνθεί η διαδικασία προσαρμογή ζεύξης (link adaptation) και άλλες διεργασίες που βασίζονται στην ανάδραση του CSI από το χρήστη.
- Η FDD απαιτεί διπλάσιο εύρος ζώνης σε σχέση με την TDD για την εξυπηρέτηση της άνω και κάτω ζεύξης. Ως εκ τούτου, είναι λιγότερο προσιτή εξαιτίας των διαδικασιών εκχώρησης φάσματος.
- Η σχεδίαση των TDD πομποδεκτών είναι απλούστερη και ως εκ τούτου οικονομικότερη.

Το Σχ. 4.5 [11, Fig. 222] απεικονίζει τη δομή του WiMAX πλαισίου με TDD. Κάθε πλαίσιο διαιρείται σε δύο υποπλαίσια, το υποπλαίσιο καθόδου (DL subframe) και το υποπλαίσιο ανόδου (UL subframe), τα οποία διαχωρίζονται μεταξύ τους με το Διάκενο Μετάβασης Εκπομπής/Λήψης και Λήψης/Εκπομπής (Transmit/receive Transition Gap - TTG και Receive/transmit Transition Gap - RTG). Αυτά τα χρονικά διαστήματα φύλαξης είναι απαραίτητα ώστε αφενός να μην υπάρχει παρεμβολή μεταξύ των δύο λόγω πολυδιαδρομικής διάδοσης και αφετέρου να δοθεί ο απαραίτητος χρόνος στον πομποδέκτη να αλλάξει τη λειτουργία του από εκπομπή σε λήψη και τούμπαλιν.

Σε κάθε πλαίσιο υπάρχει ένα σύνολο πεδίων σηματοδοσίας, δημιουργώντας έτσι ένα σύνολο καναλιών σηματοδοσίας, ώστε να εξυπηρετηθούν οι ανάγκες για την εύρυθμη λειτουργία του δικτύου. Σε αυτά περιλαμβάνονται:

- *Προοίμιο (Preamble)* : Το προοίμιο είναι το πρώτο σύμβολο κάθε WiMAX πλαισίου και χρησιμοποιείται για συγχρονισμό και για εκτίμηση της ποιότητας τους καναλιού.



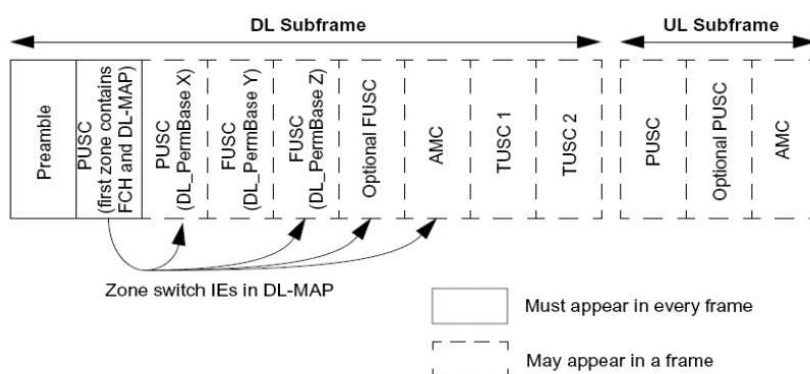
Σχήμα 4.5: Δομή πλαισίου WiMAX

- *Επικεφαλίδα Ελέγχου Πλαισίου (Frame Control Header - FCH)* : Το FCH έπεται του προοιμίου. Παρέχει πληροφορία για τη δομή του πλαισίου, όπως το μήκος των MAP μηνυμάτων, το σχήμα κωδικοποίησης και τα χρησιμοποιούμενα slots.
- *“Χάρτες” κάτω και άνω ζεύξης (DL-MAP και UL-MAP)* : Τα DL-MAP και UL-MAP καθορίζουν και πληροφορούν για την εκχώρηση των slots και περιέχουν πρόσθετη πληροφορία ελέγχου για τα υπο-πλαίσια ανόδου και καθόδου.
- *Κανάλι Ranging (UL Ranging)* : Το κανάλι ranging εκχωρείται στα τερματικά των χρηστών για να πραγματοποιούν ρυθμίσεις συγχρονισμού, συντονισμού και ισχύος μέσα από ανάδραση κλειστού βρόχου καθώς και να πραγματοποιούν αιτήσεις για εύρος ζώνης.
- *Κανάλι Ανάδρασης Ποιότητας Καναλιού (UL Channel Quality Information Channel-CQICH)* : Το CQICH κανάλι χρησιμοποιείται για να ανατροφοδοτούν τα τερματικά των χρηστών το CSI στο BS.
- *Κανάλι Επιβεβαίωσης (UL ACKnowledge)* : Το ACK κανάλι χρησιμοποιείται για να επιβεβαιώνουν τα τερματικά τη λήψη.

Τα πεδία DL και UL burst περιέχουν τα δεδομένα του σταθμού βάσης προς τους χρήστες και των χρηστών προς το σταθμό βάσης αντιστοίχως.

4.2 Κλασματική επαναχρησιμοποίηση συχνότητας

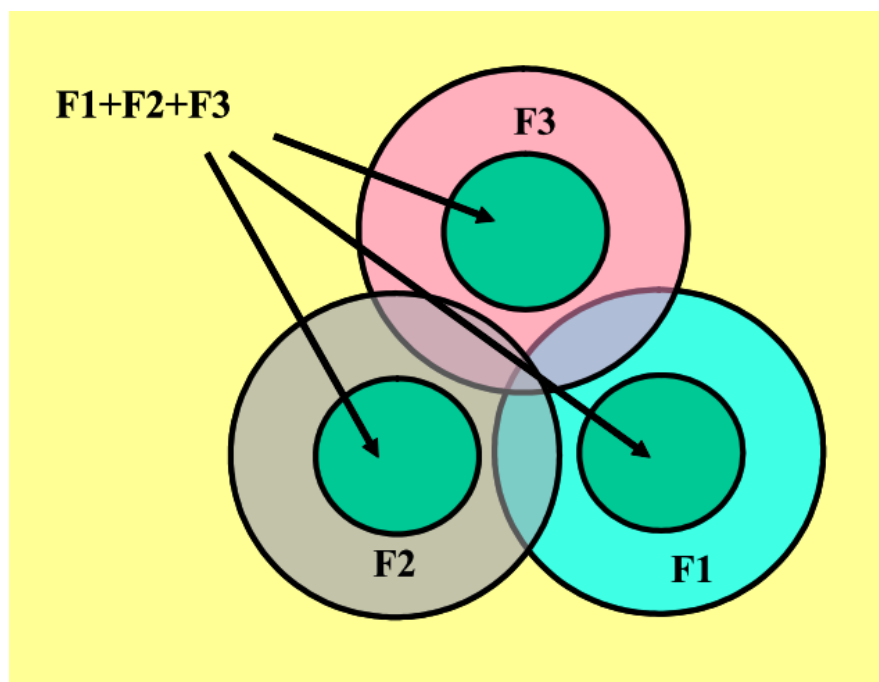
Το πρότυπο δίνει τη δυνατότητα σε κάθε subframe να υπάρχουν πολλαπλές ζώνες μετάθεσης (permutation zones), ζώνες δηλαδή συνεχόμενων OFDM συμβόλων στα οποία εφαρμόζεται ίδια μέθοδος μετάθεσης (βλ. Σχ. 4.6 [11, Fig. 228]). Επιπρόσθετα, οι διαφορετικές ζώνες μετάθεσης έχουν τη δυνατότητα να εφαρμόζουν διαφορετικό συντελεστή επαναχρησιμοποίησης συχνότητας (Frequency Reuse Factor - FRF). Καθ' αυτόν τον τρόπο προκύπτει η ιδέα της κλασματικής επαναχρησιμοποίησης συχνότητας (Fractional Frequency Reuse).



Σχήμα 4.6: Πολλαπλές ζώνες μετάθεσης

Το WiMAX υποστηρίζει καθολική επαναχρησιμοποίηση συχνότητας (FRF=1), δηλαδή όλες οι κυψέλες/τομείς μπορούν να επαναχρησιμοποιούν το ίδιο εύρος ζώνης ώστε να μεγιστοποιηθεί η φασματική απόδοση. Όμως, εξαιτίας των έντονων ομοδιαυλικών παρεμβολών που προκύπτουν στο σενάριο αυτό, οι χρήστες που βρίσκονται κοντά στα όρια της κυψέλης (cell-edge users) θα εμφανίζουν χαμηλή ποιότητα καναλιού. Το πρόβλημα αυτό μπορεί να αντιμετωπιστεί αν οι χρήστες στα όρια της κυψέλης λειτουργούν σε ένα κλάσμα μόνο του διαθέσιμου εύρους ζώνης, ενώ οι χρήστες που βρίσκονται κοντά στο σταθμό βάσης εξακολουθούν να λειτουργούν σε ολόκληρο το διαθέσιμο εύρος ζώνης. Το Σχ. 4.7 [12, Fig. 11] απεικονίζει το σκεπτικό που περιγράφηκε προηγούμενα, ένα σκεπτικό που προτάθηκε στην πραγματικότητα ήδη από τα δίκτυα κινητών επικοινωνιών δεύτερης γενιάς [128].

Εν γένει, οι λύσεις που έχουν προταθεί για εφαρμογή της κλασματικής επαναχρησιμοποίησης συχνότητας στα δίκτυα WiMAX μπορούν να χωριστούν σε τρεις κατηγορίες, συγκεκριμένα διακρίνουμε τις βέλτιστες λύσεις, λύσεις βασισμένες στην απόσταση, όπως είναι π.χ. αυτή που εικονίζει το Σχ. 4.7, και λύσεις βασισμένες στο σηματοθορυβικό λόγο.



Σχήμα 4.7: Κλασματική επαναχρησιμοποίηση συχνότητας

Βέλτιστες Λύσεις Στις εργασίες [43,44,129,130], το πρόβλημα της κλασματικής επαναχρησιμοποίησης συχνότητας προσεγγίζεται ως πρόβλημα βελτιστοποίησης. Ο ορισμός του προβλήματος αποσκοπεί στον προσδιορισμό τόσο του κλάσματος του εύρους ζώνης που θα εκχωρηθεί σε κάθε έναν από τους συντελεστές επαναχρησιμοποίησης όσο και στην εκχώρηση των καναλιών στους τελικούς χρήστες. Όμως, αναγνωρίζεται ότι η επίλυση του πλήρους προβλήματος επαναχρησιμοποίησης οδηγεί σε υψηλή υπολογιστική πολυπλοκότητα. Έτσι, ακόμα και στις εργασίες αυτές, προτείνονται λιγότερο πολύπλοκες αλλά υπο-βέλτιστες λύσεις ώστε να αντιμετωπιστεί το πρόβλημα της υπολογιστικής πολυπλοκότητας.

Λύσεις βασισμένες στην απόσταση Στις προσεγγίσεις που βασίζονται στην απόσταση, η επιφάνεια της κυψέλης χωρίζεται σε δύο ομόκεντρες περιοχές, την εσωτερική και την εξωτερική περιοχή. Οι χρήστες που βρίσκονται στην εσωτερική περιοχή, δηλαδή κοντύτερα στο BS, εξυπηρετούνται με συντελεστή επαναχρησιμοποίησης 1 ενώ οι χρήστες που βρίσκονται στην εξωτερική περιοχή, κοντά δηλαδή στα όρια της κυψέλης, εξυπηρετούνται με συντελεστή επαναχρησιμοποίησης 3. Η προσέγγιση αυτή έχει εφαρμοστεί στις εργασίες [131–133].

Λύσεις βασισμένες στο SINR Το σκεπτικό των λύσεων που βασίζονται στο σηματοθορυβικό λόγο είναι το ίδιο με τις λύσεις που βασίζονται στην απόσταση, με τη διαφορά ότι ο ορισμός της εσωτερικής και εξωτερικής περιοχής βασίζεται σε ένα κριτήριο SINR. Αν το SINR του χρήστη υπερβαίνει ένα προκαθορισμένο κα-

τώφλι SINR, τότε ο χρήστης θεωρείται ότι βρίσκεται στην εσωτερική περιοχή και εξυπηρετείται με συντελεστή επαναχρησιμοποίησης 1. Στην αντίθετη περίπτωση, ο χρήστης θεωρείται ότι βρίσκεται στην εξωτερική περιοχή και εξυπηρετείται με συντελεστή επαναχρησιμοποίησης 3. Αποτελέσματα προσομοιώσεων της εργασίας [134] δείχνουν ότι οι λύσεις που βασίζονται στο SINR εμφανίζουν καλύτερη επίδοση σε σχέση με τις λύσεις που βασίζονται στην απόσταση. Η προσέγγιση αυτή στο πρόβλημα έχει εφαρμοστεί στις εργασίες [135–137] ενώ στην εργασία [138] προτείνεται μια υβριδική λύση που συνδυάζει τα δύο προαναφερθέντα σχήματα.

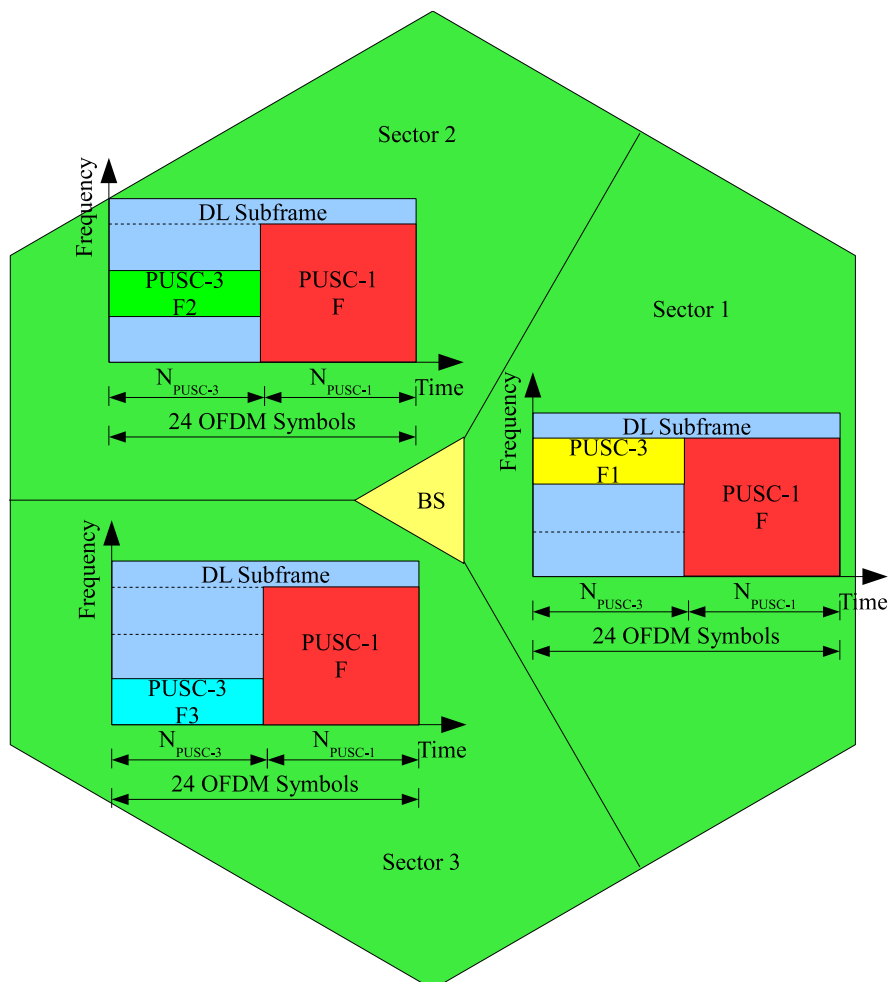
Η συνέχεια του παρόντος κεφαλαίου πραγματεύεται διαφορετικές προσεγγίσεις στο πρόβλημα της κλασματικής επαναχρησιμοποίησης συχνότητας. Συγκεκριμένα, η ανάλυση εστιάζει σε ένα πολυκυψελωτό δίκτυο WiMAX, στο οποίο εφαρμόζονται λύσεις βασισμένες στην απόσταση και λύσεις βασισμένες στο SINR. Επιπρόσθετα, παρουσιάζεται μια νέα προσέγγιση στο ζήτημα, η οποία βασίζεται σε μια λογική εξισορρόπησης φορτίου μεταξύ των διαφορετικών ζωνών μετάθεσης. Η προτεινόμενη τεχνική είναι ουσιαστικά μια επέκταση της SINR προσέγγισης, όπου το κατώφλι σύμφωνα με το οποίο αποφασίζεται η αντιστοίχιση των χρηστών στις ζώνες επαναχρησιμοποίησης ορίζεται λαμβάνοντας υπόψη την υφιστάμενη φόρτιση των ζωνών. Τα αποτελέσματα που ακολουθούν, όπως αυτά παρουσιάστηκαν στην [139], καταδεικνύουν ότι η προτεινόμενη τεχνική εμφανίζει καλύτερη επίδοση σε σχέση με τις ήδη προταθείσες τεχνικές και συνάμα καταλήγουμε στο συμπέρασμα ότι η κλασματική επαναχρησιμοποίηση συχνότητας μπορεί να βελτιώσει την επίδοση του δικτύου σε σύγκριση με τα κλασικά σχήματα ακέραίου συντελεστή επαναχρησιμοποίησης.

4.2.1 Δομή του δικτύου WiMAX

Έστω ένα δίκτυο WiMAX το οποίο περιλαμβάνει $N_c = 19$ εξαγωνικές κυψέλες, χωρισμένες σε $S = 3$ τομείς, με την απόσταση ανάμεσα σε δύο σταθμούς βάσης να είναι $R = 1000m$. Το δίκτυο καταλαμβάνει $BW = 10MHz$ εύρους ζώνης, το οποίο μοιράζεται σε $N_{FFT} = 1024$ OFDM φέροντα με φασματική απόσταση $\Delta f = 10.9375kHz$. Εφαρμόζεται χρονοδιαίρετική αμφιδρόμηση (TDD) με το λόγο της κάτω προς την άνω ζεύξη (downlink to uplink ratio) να είναι DL:UL=2:1. Η τεχνική πολλαπλής πρόσβασης βασίζεται στο προφίλ WirelessMAN OFDMA του [11].

Το πλαίσιο WiMAX διαρκεί $T_f = 5ms$ και περιλαμβάνει 47 OFDM σύμβολα. Δεδομένου ότι ο λόγος DL:UL είναι 2:1, το DL υποπλαίσιο περιέχει 31 OFDM σύμβολα. Όπως αναφέρεται στο [12], η επιβάρυνση που προκύπτει για την αποστολή της σηματοδοσίας (Preamble, MAP και UL Control Channel) είναι 7 OFDM σύμβολα στο DL υποπλαίσιο. Συνεπώς, το DL υποπλαίσιο περιλαμβάνει 24 OFDM σύμβολα για την αποστολή δεδομένων. Για να συμπεριλάβουμε το σκεπτικό των πολλαπλών ζωνών μετάθεσης, το DL υποπλαίσιο διαιρείται σε 2 ζώνες μετάθεσης, κάθε μία εκ των οποίων εφαρμόζει διαφορετικό συντελεστή επαναχρησιμοποίησης συχνότητας

υπό την PUSC μέθοδο μετάθεσης, όπως απεικονίζεται στο Σχ. 4.8.



Σχήμα 4.8: Δομή του DL υποπλαισίου για κάθε τομέα

Όσον αφορά το συντελεστή επαναχρησιμοποίησης συχνότητας, $FRF_t = 1$ σημαίνει ότι κατά τη διάρκεια του OFDM συμβόλου t το διαθέσιμο εύρος ζώνης επαναχρησιμοποιείται σε κάθε τομέα του δικτύου ενώ $FRF_t = 3$ σημαίνει ότι το διαθέσιμο εύρος ζώνης επαναχρησιμοποιείται σε κάθε κυψέλη του δικτύου (βλ. Σχ. 4.8). Επομένως, όταν $FRF_t = 1$, κάθε τομέας μπορεί να εκχωρήσει στους χρήστες του όλα τα υποκανάλια εντός της χρονικής διάρκειας του συμβόλου t . Αντιθέτως, όταν $FRF_t = 3$, το πρότυπο ορίζει μια διαδικασία τμηματοποίησης (segmentation) για την PUSC μέθοδο μετάθεσης. Εν συντομία, τα διαθέσιμα υποκανάλια διαιρούνται σε 6 ομάδες, 3 κύριες και 3 δευτερεύουσες. Κάθε μία από τις κύριες ομάδες αντιστοιχίζεται σε ένα τομέα. Η αντιστοίχιση των τριών δευτερευόντων ομάδων δεν είναι προκαθορισμένη αλλά πραγματοποιείται δυναμικά με σκοπό να καλύψει

το αυξημένο φορτίο ενός τομέα. Στο πλαίσιο της παρούσης, λόγω ομοιόμορφης κατανομής χρηστών, οι τρεις δευτερεύουσες ομάδες κατανέμονται a priori μία ανά τομέα.

Για τον ορισμό ενός συνολικού συντελεστή επαναχρησιμοποίησης συχνότητας για ολόκληρο το πλαίσιο που εκπέμπεται ανά τομέα, θα χρησιμοποιήσουμε το μέσο (ως προς το χρόνο) συντελεστή επαναχρησιμοποίησης συχνότητας. Έτσι, ο συντελεστής κλασματικής επαναχρησιμοποίησης συχνότητας (Fractional Frequency Reuse Factor - FFRF) για κάθε τομέα ορίζεται ως,

$$FFRF = \frac{1}{N_{DL}} \sum_{t=1}^{N_{DL}} FFRF_t = 1 \times \frac{N_{PUSC-1}}{N_{DL}} + 3 \times \frac{N_{PUSC-3}}{N_{DL}} \quad (4.1)$$

όπου N_{PUSC-1} είναι το πλήθος των OFDM συμβόλων στην PUSC ζώνη μετάθεσης με συντελεστή επαναχρησιμοποίησης ανά OFDM σύμβολο 1 (PUSC-1), N_{PUSC-3} είναι το πλήθος των OFDM συμβόλων στην PUSC ζώνη μετάθεσης με συντελεστή επαναχρησιμοποίησης ανά OFDM σύμβολο 3 (PUSC-3), και, τέλος, $N_{DL} = N_{PUSC-1} + N_{PUSC-3} = 24$ είναι το πλήθος των OFDM συμβόλων στο DL υποπλαίσιο, που είναι διαθέσιμα για την αποστολή δεδομένων. Ο ορισμός του FFRF εξαρτάται μόνον από το μήκος σε OFDM σύμβολα κάθε ζώνης μετάθεσης, αντικατοπτρίζοντας έτσι την αναλογία των πόρων που εκχωρούνται σε κάθε ζώνη.

Κάθε ζώνη μετάθεσης αποτελείται από ένα σύνολο slots. Όπως ειπώθηκε νωρίτερα, για την PUSC μέθοδο μετάθεσης, τα φέροντα που συγκροτούν το υποκανάλι επιλέγονται ψευδοτυχαία από το σύνολο των χρησιμοποιούμενων φερόντων. Ως εκ τούτου η PUSC ζώνη μετάθεσης μπορεί να θεωρηθεί ως ένα σύνολο ισοδύναμων slots. Κάθε PUSC slot περιέχει 48 φέροντα δεδομένων, κάθε ένα εκ των οποίων μπορεί να μεταφέρει ένα σύμβολο, το οποίο αντιστοιχεί σε ένα ή περισσότερα bits, ανάλογα με το σχήμα διαμόρφωσης και κωδικοποίησης (Modulation and Coding Scheme - MCS) που εφαρμόζεται. Επιπλέον κάθε slot μεταδίδεται μία φορά μέσα στο πλαίσιο διάρκειας $T_f = 5ms$, αντιστοιχεί επομένως σε ένα κανάλι ρυθμού συμβόλων δεδομένων $R_s = 9600$ σύμβολα/sec. Το σκεπτικό που ακολουθείται στην παρούσα είναι ότι κάθε slot είναι η βασική μονάδα που παρέχει ρυθμό συμβόλων δεδομένων $R_s = 9600$ σύμβολα/sec.

Το πρότυπο προβλέπει μια ευρεία γκάμα MCSs, ανάλογα με τη διαμόρφωση, το ρυθμό και τον τύπο κωδικοποίησης. Στην παρούσα χρησιμοποιούνται τα SINR κατώφλια που προτείνονται στο [140, Table 85] (Πιν. 4.1). Αυτές οι τιμές του SINR εξασφαλίζουν ότι ρυθμός εσφαλμένων bit (Bit Error Rate - BER) είναι μικρότερος του 10^{-6} , χρησιμοποιώντας συνελκτική turbo κωδικοποίηση (Convolutional Turbo Coding - CTC) σε κανάλι λευκού προσθετικού γκαουσιανού θορύβου (AWGN).

Επιπρόσθετα, αποσκοπώντας στον περιορισμό του φαινομένου των άκρων¹, εφαρ-

¹Το φαινόμενο των άκρων (edge effect) προκαλείται εξαιτίας του ότι οι κυψέλες που βρίσκονται

Πίνακας 4.1: SINR κατώφλια για διαφορετικά MCSs

Διαμόρφωση	Ρυθμός κωδικοποίησης	bits/σύμβολο	$SINR_{min}^{MCS}$ (dB)
QPSK	1/2	1	2.9
	3/4	1.5	6.3
16-QAM	1/2	2	8.6
	3/4	3	12.7
64-QAM	1/2	3	13.8
	2/3	4	16.9
	3/4	4.5	18
	5/6	5	19.9

μόζεται μια τεχνική περιτυλίγματος (wraparound). Συγκεκριμένα, θεωρείται ότι το υπό μελέτη δίκτυο εμφανίζεται σε πολλαπλές εκδοχές γύρω από το προσομοιούμενο δίκτυο, όπως προτείνεται στο [141] και εικονίζεται στο Σχ. 4.9. Ολοκληρώνοντας την περιγραφή της δομής του δικτύου, οι παράμετροι που σχετίζονται με το μοντέλο διάδοσης, τον εξοπλισμό των σταθμών βάσης και των τερματικών των χρηστών (Subscriber Station - SS) δίνονται στον Πιν. 4.2.

4.2.2 Διαδικασίες εκχώρησης πόρων - Το πρόβλημα της κλασματικής επαναχρησιμοποίησης συχνότητας

Η προσομοίωση του δικτύου ξεκινά με τη δημιουργία ενός νέου χρήστη εντός της γεωγραφικής περιοχής του δικτύου, ο οποίος έχει συγκεκριμένες απαιτήσεις σε ρυθμό bit υπό το προκαθορισμένο BER 10^{-6} . Η θέση του νέου χρήστη ορίζεται ως μια διδιάστατη τυχαία μεταβλητή που ακολουθεί ομοιόμορφη κατανομή ενώ ο DL ρυθμός δεδομένων επιλέγεται τυχαία από το σύνολο των ρυθμών δεδομένων,

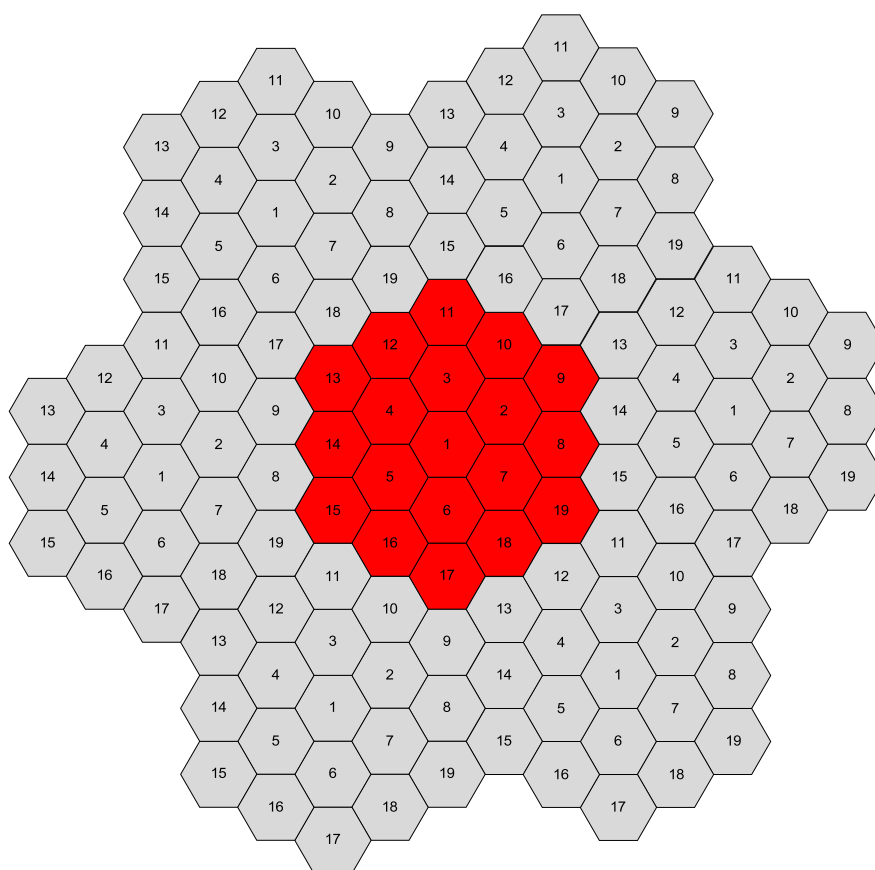
$$S_{BR} = \{64kbps, 128kbps, 256kbps, 512kbps, 1024kbps\}$$

Επιλογή τομέα

Άμα τη δημιουργία του, ο χρήστης προσπαθεί να εδραιώσει μια σύνδεση με το δίκτυο. Για να καθοριστεί ο τομέας που θα εξυπηρετήσει το χρήστη, υπολογίζεται για κάθε τομέα το μέσο κέρδος καναλιού (σε όλα τα χρησιμοποιούμενα φέροντα²).

στα άκρα του δικτύου εμφανίζουν μικρότερη παρεμβολή σε σχέση με τις “εσωτερικές” κυψέλες.

²Όπως αναφέρθηκε νωρίτερα, κάποια φέροντα παραμένουν αχρησιμοποίητα, λειτουργώντας ως μπάστες φύλαξης, όπως και το κεντρικό φέρον. Για την PUSC μέθοδο μετάθεσης και $N_{FFT} = 1024$, $N_{used} = 840$, βλ. [11].



Σχήμα 4.9: Τεχνική wraparound για την εξάλειψη του edge effect

Πίνακας 4.2: Παράμετροι μοντέλου διάδοσης, εξοπλισμού BS και SS

Παράμετροι μοντέλου διάδοσης	
Κεντρική συχνότητα	$f_c = 2.5GHz$
Μοντέλο απωλειών διαδρομής	COST-HATA-231 Suburban [64]
Μοντέλο καναλιού	AWGN
Σκίαση	$\sigma_{SF} = 8.9dB$
Συσχέτιση σκίασης	$\xi_{SF} = 0.5$
Απώλειες διείσδυσης κ.α.	$L_P = 10dB$
Πυκνότητα ισχύος θερμικού θορύβου	$N_0 = -174 \frac{dBm}{Hz}$

Παράμετροι εξοπλισμού σταθμού βάσης	
Rms ισχύς εκπομπής ανά τομέα	$P_{BS} = 43dBm$
Ύψος σταθμού βάσης	$H_{BS} = 32m$
Κέρδος στην κατεύθυνση σκόπευσης	$G_{BS} = 16dB_i$
Διάγραμμα ακτινοβολίας κεραίας	$-\min \left[12 \left(\frac{\theta}{\theta_{BS}} \right)^2, G_{FB} \right]$ [142]
3-dB εύρος λοβού	$\theta_{BS} = 70^\circ$
Λόγος ισχύος πρόσθιου προς οπίσθιου λοβού	$G_{FB} = 25dB$

Παράμετροι εξοπλισμού τερματικών χρηστών	
Ύψος τερματικού	$H_{SS} = 1.5m$
Κέρδος στην κατεύθυνση σκόπευσης	$G_{SS} = 0dB_i$
Διάγραμμα ακτινοβολίας κεραίας	Ομοιοκατευθυντική
Συντελεστής θορύβου	$NF_{SS} = 7dB$

Η λήψη της μέσης τιμής συμπεριλαμβάνοντας όλα τα χρησιμοποιούμενα φέροντα αποσκοπεί στο να εξομοιώσει το γεγονός ότι ο χρήστης θα εδραιώσει σύνδεση με το σταθμό βάσης που παρέχει την καλύτερη ποιότητα σήματος κατά τη φάση εισόδου στο δίκτυο (network entry phase), όπως προτείνει το πρότυπο [11].

Αν ο υπό μελέτη χρήστης συμβολίζεται ως \bar{u} , ο εξυπηρετών BS \bar{k} και τομέας \bar{s} προκύπτουν ως,

$$(\bar{k}, \bar{s}) = \arg \max_{(k,s)} \sum_{n=1}^{N_{used}} \sum_{t \in DL} G_{\bar{u},n,t,k,s} \quad (4.2)$$

όπου ως $G_{\bar{u},n,t,k,s}$ συμβολίζεται το κέρδος καναλιού ανάμεσα στο χρήστη \bar{u} και τον τομέα s του BS k , στο OFDM φέρον n , κατά τη διάρκεια του OFDM συμβόλου t . Το κέρδος καναλιού περιλαμβάνει τα κέρδη κεραιών του BS και του SS, τις απώλειες διαδρομής και τη σκίαση.

Επιλογή ζώνης μετάθεσης και συντελεστή επαναχρησιμοποίησης συχνότητας

Για να παράσχει τον αιτούμενο ρυθμό δεδομένων ο τομέας στο χρήστη, θα πρέπει να εκχωρηθεί ένα σύνολο slots από το DL υποπλαίσιο για την επικοινωνία αυτή. Στην εκκίνηση της διαδικασίας εκχώρησης slots, ο BS που εξυπηρετεί το χρήστη πρέπει να καθορίσει τη ζώνη μετάθεσης από την οποία θα εκχωρηθούν τα slots. Ο εξυπηρετών BS ζητά από το χρήστη να αναφέρει το ενεργό SINR (effective SINR) σε κάθε ζώνη μετάθεσης. Η διαδικασία αυτή μπορεί να υλοποιηθεί χρησιμοποιώντας μηνύματα τύπου REP-REQ/REP-RSP [11]. Το ενεργό SINR μέσης στιγμιαίας χωρητικότητας (Mean Instantaneous Capacity - MIC) [127] υπολογίζεται πάνω σε όλα τα φέροντα-πλότους κάθε ζώνης μετάθεσης.

Ακολουθώντας το συμβολισμό της (4.2), το SINR στο φέρον n κατά το OFDM σύμβολο t ορίζεται ως,

$$SINR_{\bar{u},n,t,\bar{k},\bar{s}} = \frac{\rho_{n,t,\bar{k},\bar{s}} G_{\bar{u},n,t,\bar{k},\bar{s}} \frac{P_{BS}}{N_{used}/FRF_t}}{\sum_{\substack{k=1 \\ (k,s) \neq (\bar{k},\bar{s})}}^{N_c} \sum_{s=1}^S \left(\rho_{n,t,k,s} G_{\bar{u},n,t,k,s} \frac{P_{BS}}{N_{used}/FRF_t} \right) + N} \quad (4.3)$$

όπου, $\rho_{n,t,k,s} = 1$ αν ο τομέας s του BS k εκπέμπει στο φέρον n κατά το OFDM σύμβολο t και $\rho_{n,t,k,s} = 0$ αν όχι. Καθώς δεν προβλέπεται έλεγχος ισχύος στο DL του WiMAX, η ισχύς κατανέμεται εξίσου σε όλα τα χρησιμοποιούμενα φέροντα ($\frac{P_{BS}}{N_{used}/FRF_t}$). Στην (4.3), με N συμβολίζεται η ισχύς του θορύβου ανά φέρον $N = (NF_{SS} - 1)N_0\Delta f$.

Στο WiMAX, σε κάθε OFDM σύμβολο εκπέμπονται τόσο φέροντα δεδομένων

όσο και φέροντα-πλότοι. Συμβολίζουμε $\mathcal{D}(t)$ και $\mathcal{P}(t)$ τα σύνολα των φερόντων δεδομένων και φερόντων-πλότων για το OFDM σύμβολο t αντιστοίχως, οπότε το MIC ενεργό SINR που ο χρήστης \bar{u} υπολογίζει και αναφέρει στον εξυπηρετούμενο τομέα του \bar{s} του BS \bar{k} στα φέροντα-πλότους για κάθε ζώνη μετάθεσης προκύπτει ως,

$$\begin{aligned} \log_2 \left(1 + SINR_{\bar{u}, \bar{k}, \bar{s}}^{r, \mathcal{P}} \right) &= \frac{\sum_{t \in PUSC-r} \sum_{n \in \mathcal{P}(t)} SINR_{\bar{u}, n, t, \bar{k}, \bar{s}}}{\sum_{t \in PUSC-r} |\mathcal{P}(t)|} \Rightarrow \\ SINR_{\bar{u}, \bar{k}, \bar{s}}^{r, \mathcal{P}} &= 2^{\frac{\sum_{t \in PUSC-r} \sum_{n \in \mathcal{P}(t)} SINR_{\bar{u}, n, t, \bar{k}, \bar{s}}}{\sum_{t \in PUSC-r} |\mathcal{P}(t)|}} - 1 \end{aligned} \quad (4.4)$$

όπου $SINR_{\bar{u}, \bar{k}, \bar{s}}^{r, \mathcal{P}}$ είναι το MIC ενεργό SINR της PUSC- r ζώνης μετάθεσης, $r = 1, 3$.

Προσέγγιση βασισμένη στην απόσταση Σύμφωνα με την προσέγγιση που βασίζεται στην απόσταση (Distance-Based Approach - DBA), όπως παρουσιάστηκε στην [132], η εσωτερική περιοχή ($FFRF = 1$) θεωρείται ως μια κυκλική περιοχή ακτίνας R_{th} ενώ η κυψέλη είναι μια εξαγωνική περιοχή ακτίνας $\frac{R}{\sqrt{3}}$. Ο FFRF στην [132] ορίζεται ως,

$$FFRF = \eta \cdot 1 + (1 - \eta) \cdot 3 = 3 - 2 \cdot \eta \quad (4.5)$$

όπου η είναι ο λόγος του εμβαδού της εσωτερικής περιοχής προς το συνολικό εμβαδόν της κυψέλης, επομένως,

$$\eta = \frac{\pi R_{th}^2}{\frac{\sqrt{3}}{2} \left(\frac{R}{\sqrt{3}} \right)^2} \quad (4.6)$$

Από τις (4.5) και (4.6), η R_{th} υπολογίζεται ως,

$$R_{th} = \sqrt{\frac{\sqrt{3}}{4\pi} (3 - FFRF) \cdot R} \quad (4.7)$$

Ο αλγόριθμος που εφαρμόζεται στην προσέγγιση αυτή για την επιλογή της ζώνης μετάθεσης και, κατ' επέκταση, του συντελεστή επαναχρησιμοποίησης συχνότητας είναι ο Αλγ. 4.1, ο οποίος απεικονίζεται σχηματικά στο Σχ. 4.10.

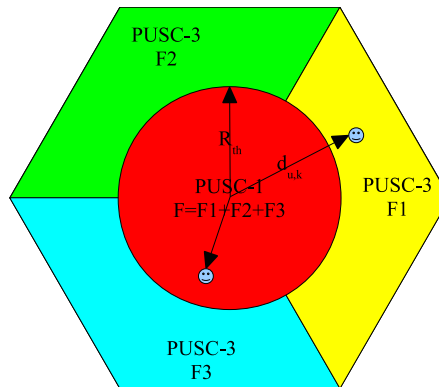
Προσέγγιση βασισμένη στο SINR Για την προσέγγιση που βασίζεται στο SINR (SINR-Based Approach - SBA), η περιοχή επαναχρησιμοποίησης συχνότητας ορίζεται σύμφωνα με ένα SINR κατώφλι παρά με ένα κατώφλι απόστασης. Ο

Αλγόριθμος 4.1: Προσέγγιση βασισμένη στην απόσταση (DBA)

```

/*  $d_{\bar{u},\bar{k}}$  : απόσταση ανάμεσα στο χρήστη  $\bar{u}$  και τον εξυπηρετών BS  $\bar{k}$ 
*/
1 if  $d_{\bar{u},\bar{k}} < R_{th}$  then
2   |  $r = 1 \rightarrow$  Ο χρήστης  $\bar{u}$  εξυπηρετείται από τη ζώνη PUSC-1
3 else
4   |  $r = 3 \rightarrow$  Ο χρήστης  $\bar{u}$  εξυπηρετείται από τη ζώνη PUSC-3

```

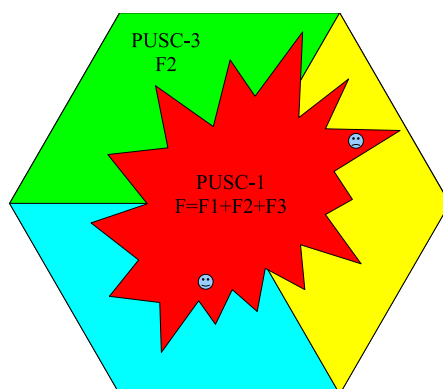


Σχήμα 4.10: Απεικόνιση της προσέγγισης με βάση την απόσταση

αλγόριθμος που εφαρμόζεται για την επιλογή της ζώνης μετάθεσης περιγράφεται ως Αλγ. 4.2 και απεικονίζεται σχηματικά στο Σχ. 4.11.

Αλγόριθμος 4.2: Προσέγγιση βασισμένη στο SINR (SBA)

- 1 **if** $SINR_{\bar{u}, \bar{k}, \bar{s}}^{1, \mathcal{P}} > SINR_{th}$ **then**
 - 2 | $r = 1 \rightarrow$ Ο χρήστης \bar{u} εξυπηρετείται από τη ζώνη PUSC-1
 - 3 **else**
 - 4 | $r = 3 \rightarrow$ Ο χρήστης \bar{u} εξυπηρετείται από τη ζώνη PUSC-3
-



Σχήμα 4.11: Απεικόνιση της προσέγγισης με βάση το SINR

Το κατώφλι SINR, που συμβολίζεται ως $SINR_{th}$ στον Αλγ. 4.2, επιλέγεται στο πλαίσιο της παρούσης έτσι ώστε να ελαχιστοποιηθεί το ποσοστό διακοπής (outage ratio) του δικτύου. Το σκεπτικό πίσω από αυτήν την επιλογή είναι ότι οι χρήστες που θα βρίσκονται σε διακοπή αν εξυπηρετούνταν από τη ζώνη PUSC-1, θα εξυπηρετηθούν από τη ζώνη PUSC-3. Ο φορμαλισμός για την επιλογή αυτή παρουσιάζεται στην (4.8),

$$SINR_{th} = \min_{MCS} \{ SINR_{min}^{MCS} \} = 2.9dB \quad (4.8)$$

Προσέγγιση εξισορρόπησης φορτίου Οι δύο προηγούμενες προσεγγίσεις δε λαμβάνουν υπόψη το φόρτο που ήδη εξυπηρετούν οι ζώνες μετάθεσης. Η προσέγγιση που προτείνεται εδώ, αναφερόμενη ως προσέγγιση εξισορρόπησης φορτίου (Load-Balancing Approach - LBA), αποσκοπεί στην επίτευξη μιας ισορροπίας ανάμεσα στις συνθήκες του καναλιού και το φόρτο κάθε ζώνης μετάθεσης.

Ο Πιν. 4.1 αντιστοιχίζει την τιμή του SINR με ένα σχήμα MCS και την αντίστοιχη φασματική απόδοση. Υποθέτοντας ότι αυτή η αντιστοίχιση παριστάνεται από

τη συνάρτηση f , το ενεργό SINR που ο χρήστης αναφέρει για κάθε ζώνη μετάθεσης μπορεί να αντιστοιχηθεί σε μια φασματική απόδοση σύμφωνα με την (4.9),

$$b_{\bar{u},\bar{s},\bar{k}}^{r,\mathcal{P}} = f \left(SINR_{\bar{u},\bar{s},\bar{k}}^{r,\mathcal{P}} \right) \quad (4.9)$$

Στο σημείο αυτό, η διαδικασία επιλογής ζώνης μετάθεσης λαμβάνει υπόψη όχι μόνο την ποιότητα καναλιού του χρήστη (μέσω της $b_{\bar{u},\bar{s},\bar{k}}^{r,\mathcal{P}}$) αλλά και τη διαθεσιμότητα πόρων για τη ζώνη μετάθεσης, μέσω του πλήθους των διαθέσιμων slots κάθε ζώνης μετάθεσης, έστω N_s^r . Ο αλγόριθμος της προσέγγισης εξισορρόπησης φορτίου είναι ο Αλγ. 4.3.

Αλγόριθμος 4.3: Προσέγγιση εξισορρόπησης φορτίου (LBA)

- 1 **if** $b_{\bar{u},\bar{s},\bar{k}}^{1,\mathcal{P}} \cdot N_s^1 > b_{\bar{u},\bar{s},\bar{k}}^{3,\mathcal{P}} \cdot N_s^3$ **then**
 - 2 | $r = 1 \rightarrow$ Ο χρήστης \bar{u} εξυπηρετείται από τη ζώνη PUSC-1
 - 3 **else**
 - 4 | $r = 3 \rightarrow$ Ο χρήστης \bar{u} εξυπηρετείται από τη ζώνη PUSC-3
-

Η ζώνη μετάθεσης που θα παράσχει τα slots για το νέο χρήστη \bar{u} είναι αυτή που εμφανίζει το μέγιστο γινόμενο $b_{\bar{u},\bar{s},\bar{k}}^{r,\mathcal{P}} \cdot N_s^r$. Το γινόμενο αυτό είναι ανάλογο του συνολικού διαθέσιμου ρυθμού bit που η ζώνη μπορεί να παράσχει στο χρήστη και, στην πραγματικότητα, ανάγεται στο trade-off ανάμεσα στην ευρωστία και την αποδοτικότητα του σχήματος διαμόρφωσης και κωδικοποίησης, με δεδομένο τον αιτούμενο ρυθμό bit του χρήστη. Εάν το κανάλι του χρήστη είναι κακής ποιότητας, θα πρέπει να του εκχωρηθούν περισσότεροι πόροι και να εφαρμοστεί ένα πιο εύρωστο MCS, παρέχοντας όμως μικρότερη φασματική απόδοση. Αντιθέτως, όταν ο χρήστης απολαμβάνει καλή ποιότητα καναλιού, του εκχωρούνται λιγότεροι πόροι υπό ένα πιο αποδοτικό MCS, με μεγαλύτερη φασματική απόδοση αλλά μικρότερη ευρωστία.

Καθώς η ζώνη PUSC-1 υπόκειται σε χειρότερες συνθήκες καναλιού, εξαιτίας της μεγαλύτερης παρεμβολής ως αποτέλεσμα της μεγαλύτερης επαναχρησιμοποίησης, αυτό οδηγεί σε $SINR_{\bar{u},\bar{s},\bar{k}}^{1,\mathcal{P}} \leq SINR_{\bar{u},\bar{s},\bar{k}}^{3,\mathcal{P}}$ και επομένως $b_{\bar{u},\bar{s},\bar{k}}^{1,\mathcal{P}} \leq b_{\bar{u},\bar{s},\bar{k}}^{3,\mathcal{P}}$. Λαμβάνοντας υπόψη το γεγονός ότι η f είναι αύξουσα συνάρτηση του $SINR$, το πλήθος των διαθέσιμων slots κάθε ζώνης μετάθεσης N_s^r είναι ο παράγοντας εκείνος που καθορίζει τελικά την επιλογή της ζώνης μετάθεσης, δηλαδή αν η ανισότητα $b_{\bar{u},\bar{s},\bar{k}}^{1,\mathcal{P}} \cdot N_s^1 > b_{\bar{u},\bar{s},\bar{k}}^{3,\mathcal{P}} \cdot N_s^3$ ισχύει ή όχι. Εάν το N_s^r είναι μεγάλο, αυτό δηλώνει ότι η ζώνη PUSC- r υποχρησιμοποιείται, οδηγώντας έτσι σε σπατάλη πόρων. Αντιθέτως, αν το N_s^r είναι μικρό, η ζώνη PUSC- r είναι κοντά σε κορεσμό και συνεπώς οι διαθέσιμοι πόροι θα πρέπει να χρησιμοποιούνται με μεγαλύτερη προσοχή. Η επιτυχία της LBA οφείλεται στο γεγονός ότι ο αλγόριθμος κατορθώνει να εξισορροπήσει το φορτίο των διαφορετικών ζωνών μετάθεσης μέσα από την κατάλληλη ανάθεση των χρηστών στις ζώνες.

Εκχώρηση slots

Υποθέτοντας ότι ο αιτούμενος ρυθμός bit του χρήστη \bar{u} είναι $R_{\bar{u}}$, τότε το πλήθος των slots που απαιτούνται για να καλύψουν τις απαιτήσεις του είναι,

$$N_s^{\bar{u}} = \left\lceil \frac{R_{\bar{u}}}{b_{\bar{u},\bar{s},\bar{k}}^{r,\mathcal{P}} R_s} \right\rceil \quad (4.10)$$

Η επιλογή της ζώνης μετάθεσης που θα εξυπηρετήσει το χρήστη είναι ανελαστική, με άλλα λόγια αν ο χρήστης δε μπορεί τελικά να εξυπηρετηθεί από την επιλεγείσα ζώνη, θα απορριφθεί. Επομένως, ο ελεγκτής αποδοχής κλήσεων (CAC) που εφαρμόζεται στο πλαίσιο της παρούσης απορρίπτει ένα νέο χρήστη σε δύο περιπτώσεις:

- Το ενεργό SINR της επιλεγείσας ζώνης μετάθεσης είναι πολύ χαμηλό για να υποστηρίξει οποιοδήποτε MCS (δηλαδή είναι χαμηλότερο από 2.9dB, βλ. Πιν. 4.1). Στην περίπτωση αυτή, ο χρήστης είναι σε διακοπή (outage).
- Η επιλεγείσα ζώνη μετάθεσης δεν έχει αρκετά διαθέσιμα slots για να εξυπηρετήσει το χρήστη στον απαιτούμενο ρυθμό bit, δεδομένου του ενεργού SINR (δηλαδή $N_s^r < N_s^{\bar{u}}$). Στην περίπτωση αυτή ο χρήστης θεωρείται ότι απορρίπτεται ελλείψη πόρων.

4.2.3 Διαδικασία προσομοίωσης

Τα σενάρια που προσομοιώθηκαν αποσκοπούν στον καθορισμό της επίδοσης ενός WiMAX δικτύου υπό διαφορετικά σχήματα επαναχρησιμοποίησης συχνότητας. Κατά τη διάρκεια της προσομοίωσης, οι χρήστες δημιουργούνται, όπως περιγράφηκε προηγουμένα, και ζητούν πρόσβαση στο δίκτυο. Η εισαγωγή νέων χρηστών σταματά όταν $N_u = 570$ χρήστες έχουν προσπαθήσει να εισαχθούν στο δίκτυο, ένα πλήθος που αντιστοιχεί κατά μέσο όρο σε 10 χρήστες ανά τομέα.

Όταν η διαδικασία εισαγωγής νέων χρηστών ολοκληρωθεί, κάθε χρήστης \bar{u} που έχει εξασφαλίσει πρόσβαση, υπολογίζει το MIC ενεργό SINR στα **δικά** του εκχωρηθέντα slots, μετρώντας το SINR στα φέροντα **δεδομένων** κάθε slot:

$$\begin{aligned} \log_2 \left(1 + SINR_{\bar{u},\bar{k},\bar{s}}^D \right) &= \frac{\sum_{(n,t) \in \mathcal{S}_{\bar{u}}} SINR_{\bar{u},n,t,\bar{k},\bar{s}}}{|\mathcal{S}_{\bar{u}}|} \Rightarrow \\ SINR_{\bar{u},\bar{k},\bar{s}}^D &= 2^{\frac{\sum_{(n,t) \in \mathcal{S}_{\bar{u}}} SINR_{\bar{u},n,t,\bar{k},\bar{s}}}{|\mathcal{S}_{\bar{u}}|}} - 1 \end{aligned} \quad (4.11)$$

όπου $\mathcal{S}_{\bar{u}}$ είναι το σύνολο των ζευγών OFDM συμβόλων και φερόντων δεδομένων που συγκροτούν τα slots του χρήστη \bar{u} .

Το ενεργό SINR αντιστοιχίζεται σε ένα νέο MCS με διαφορετική πιθανόν φασματική απόδοση, όπως φαίνεται στην (4.12),

$$b_{\bar{u},\bar{s},\bar{k}}^D = f \left(\text{SINR}_{\bar{u},\bar{s},\bar{k}}^D \right) \quad (4.12)$$

Σύμφωνα με το ανανεωμένο $b_{\bar{u},\bar{s},\bar{k}}^D$, ο προσφερόμενος ρυθμός bit υπολογίζεται ως,

$$oR_{\bar{u}} = b_{\bar{u},\bar{s},\bar{k}}^D N_s^{\bar{u}} R_s \quad (4.13)$$

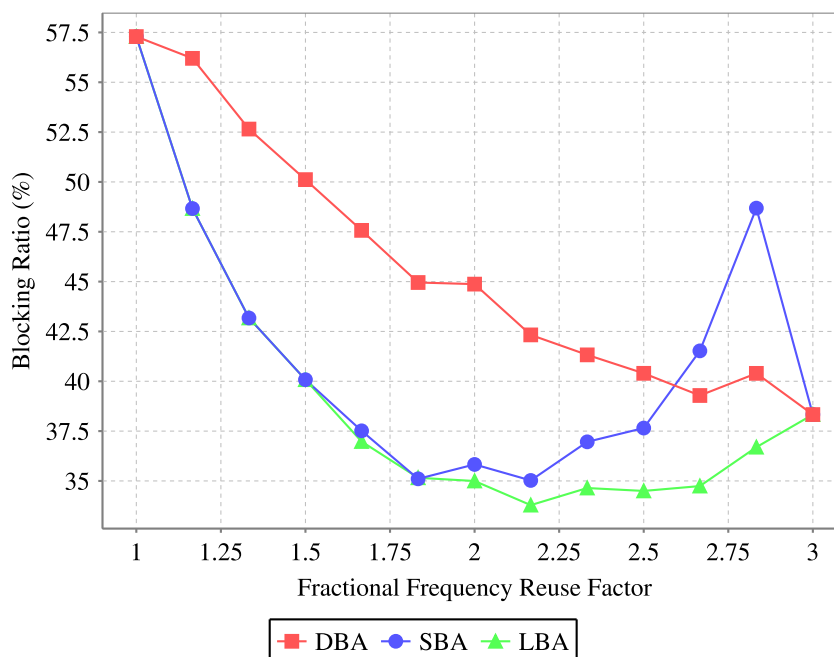
Θα πρέπει να σημειωθεί εδώ ότι η διαφορά ανάμεσα στον προσφερόμενο και τον αιτούμενο ρυθμό bit οφείλεται στη διαφορά ανάμεσα στην εκτίμηση του καναλιού που προσφέρουν τα φέροντα-πilotοί και τις πραγματικές συνθήκες του καναλιού που αντιμετωπίζουν τα φέροντα δεδομένων. Τα φέροντα-πilotοί εκπέμπονται πάντοτε και αυτό έχει σαν αποτέλεσμα να παρέχουν πληροφορία για την κατάσταση του καναλιού όπου όλα τα φέροντα είναι πάντοτε διαμορφωμένα. Αυτή η κατάσταση αντιστοιχεί σε ένα δίκτυο που λειτουργεί υπό πλήρες φορτίο. Αντιθέτως, δεν είναι σπάνιο το δίκτυο να λειτουργεί υπό μερική μόνο φόρτιση. Κατά συνέπεια, η εκτίμηση που παρέχουν τα φέροντα-πilotοί είναι απαισιόδοξη και το φέροντα δεδομένων αντιμετωπίζουν στην πραγματικότητα καλύτερες συνθήκες καναλιού.

4.2.4 Αποτελέσματα προσομοίωσης

Τα αποτελέσματα που παρουσιάζονται εδώ έχουν προκύψει από 100 Monte Carlo επαναλήψεις. Τα διαγράμματα που ακολουθούν απεικονίζουν μέσες (ως προς τις Monte Carlo επαναλήψεις) τιμές των αντίστοιχων μετρικών.

Το Σχ. 4.12 απεικονίζει το κλάσμα των απορριφθέντων χρηστών προς το συνολικό αριθμό χρηστών N_u που προσπάθησαν να εισαχθούν στο δίκτυο, το οποίο καλείται λόγος αποκλεισμού (blocking ratio). Όπως εξηγήθηκε νωρίτερα, ο ελεγκτής αποδοχής κλήσεων απορρίπτει ένα χρήστη για δυο λόγους: κακές συνθήκες καναλιού ή έλλειψη πόρων.

Πρώτα από όλα, θα πρέπει να σημειωθεί ότι οι SBA και LBA συμπεριφέρονται παρόμοια για $1 \leq FFRF \leq 1.833$. Από αυτό το σημείο και έπειτα, η καμπύλη της SBA αυξάνει και, στο $FFRF = 3$, πέφτει απότομα. Είναι σαφές ότι σ' αυτό το εύρος, η SBA δε μπορεί να διαχειριστεί αποδοτικά τους πόρους που έχουν εκχωρηθεί στη ζώνη μετάθεσης PUSC-3. Οι χρήστες απορρίπτονται λόγω έλλειψης πόρων στη ζώνη PUSC-1, η οποία μικραίνει σε μέγεθος καθώς αυξάνει ο FFRF, ενώ η ζώνη PUSC-3 παραμένει υποχρησιμοποιούμενη. Θα πρέπει επίσης να παρατηρηθεί ότι η SBA εμφανίζει χειρότερη επίδοση από την DBA για $FFRF \geq 2.667$. Δεύτερον, οι SBA και LBA εμφανίζουν ένα ελάχιστο στο διάστημα (1,3), συγκεκριμένα στο $FFRF = 2.167$ και για τις δύο. Επομένως, φαίνεται ότι η εφαρμογή της κλασματικής επαναχρησιμοποίησης συχνότητας υπ' αυτές τις προσεγγίσεις βελτιώνει



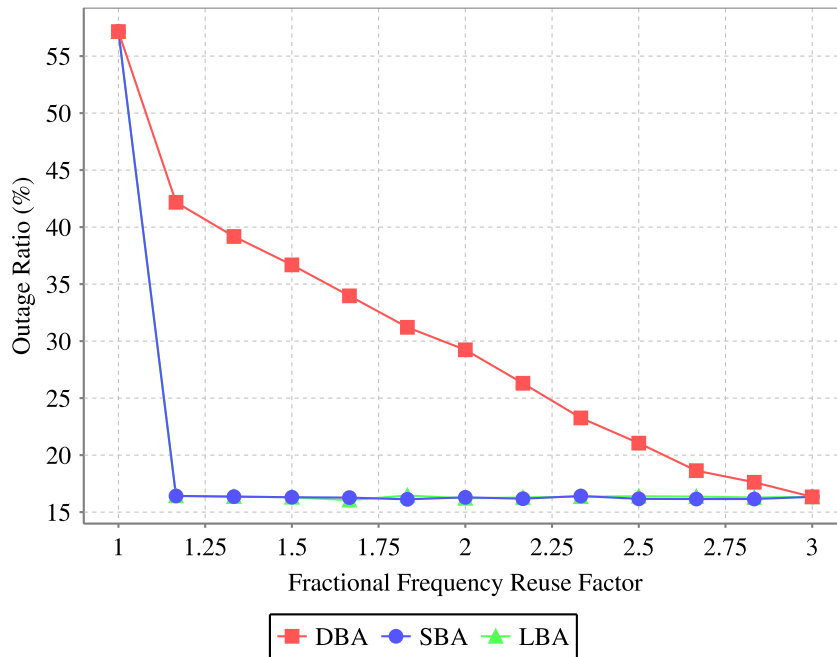
Σχήμα 4.12: Λόγος αποκλεισμού προς συντελεστή κλασματικής επαναχρησιμοποίησης συχνότητας

την επίδοση του δικτύου σε όρους λόγου αποκλεισμού, σε σύγκριση με τα συμβατικά σχήματα επαναχρησιμοποίησης των $FFRF = 1$ ή $FFRF = 3$. Τέλος, είναι προφανές ότι η LBA εμφανίζει την καλύτερη επίδοση σε σύγκριση με τα δύο άλλα σχήματα, καθώς εμφανίζει το μικρότερο λόγο αποκλεισμού.

Ο λόγος αποκλεισμού αναλύεται περαιτέρω σε λόγο διακοπής (Σχ. 4.13) και λόγο απόρριψης λόγω έλλειψης πόρων (Σχ. 4.14), σύμφωνα με τις δύο προαναφερθείσες αιτίες απόρριψης ενός χρήστη. Ένας χρήστης θεωρείται ότι βρίσκεται σε κατάσταση διακοπής (outage) όταν το ενεργό SINR που αναφέρει είναι πολύ μικρό για να υποστηρίξει κάποιο MCS (δηλαδή είναι χαμηλότερο από 2.9dB, βλ. Πιν. 4.1). Επομένως, ο λόγος διακοπής είναι το κλάσμα των χρηστών που έχουν απορριφθεί εξαιτίας των δυσμενών συνθηκών καναλιού που αντιμετωπίζουν.

Εν πρώτοις, από τα Σχ. 4.12 και 4.13 προκύπτει ότι, όταν $FFRF = 1$, ο λόγος αποκλεισμού συμπίπτει με το λόγο διακοπής, γεγονός που καταδεικνύει ότι το δίκτυο περιορίζεται από τις παρεμβολές (interference-limited). Αντιθέτως, για $FFRF = 3$, ο λόγος διακοπής είναι σαφώς μικρότερος από το λόγο αποκλεισμού. Αυτό αποδεικνύει ότι το δίκτυο δεν περιορίζεται πλέον μόνον από τις παρεμβολές αλλά υποφέρει και από την έλλειψη πόρων ή την αδυναμία διαχείρισης των διαθέσιμων πόρων.

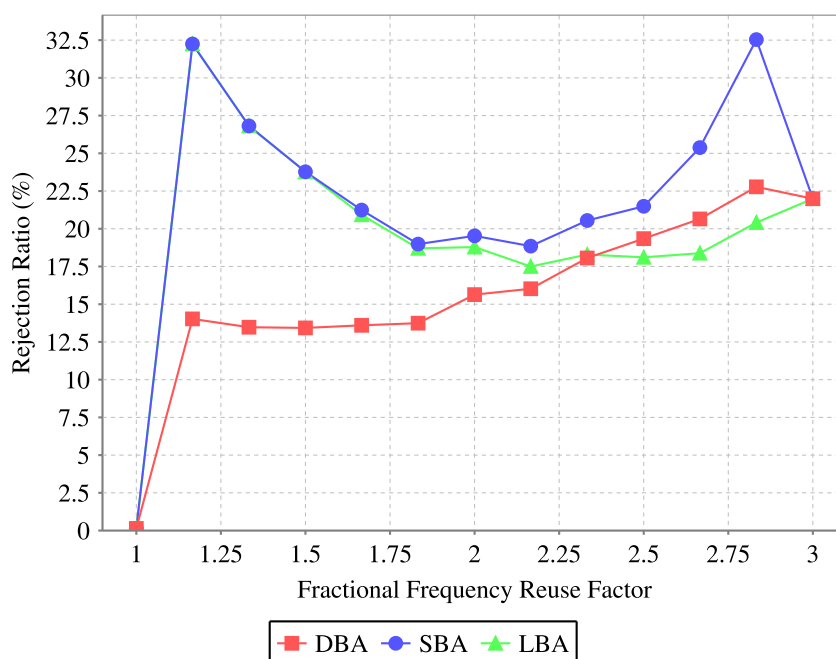
Εν δεύτεροις, ο λόγος διακοπής για τη DBA φθίνει γραμμικά με το FFRF. Καθώς



Σχήμα 4.13: Λόγος διακοπής προς συντελεστή κλασματικής επαναχρησιμοποίησης συχνότητας

ο FFRF αυξάνει από 1 σε 3, το εμβαδόν της έσω περιοχής μειώνεται γραμμικά (βλ. (4.5)) και, δεδομένου ότι οι χρήστες είναι ομοιόμορφα κατανομημένοι στην επιφάνεια του δικτύου, το πλήθος των χρηστών στην έσω περιοχή μειώνεται επίσης γραμμικά. Αυτή η σχέση επιβάλλει τη γραμμικότητα ανάμεσα στο λόγο διακοπής και το FFRF για τη DBA. Τέλος, είναι σαφές ότι οι καμπύλες τόσο της SBA όσο και της LBA περίπου συμπίπτουν. Και στις δύο μεθόδους, όταν ένας χρήστης είναι σε διακοπή στη ζώνη PUSC-1, τότε εξυπηρετείται από τη ζώνη PUSC-3. Η επιλογή του $SINR_{th}$ βασίστηκε σ' αυτό ακριβώς το κριτήριο, όπως αναλύθηκε νωρίτερα. Συνεπώς, για όλους τους FFRFs εκτός από τον $FFRF = 1$, ο λόγος διακοπής για τα δύο σχήματα συμπίπτει με το λόγο διακοπής της ζώνης PUSC-3.

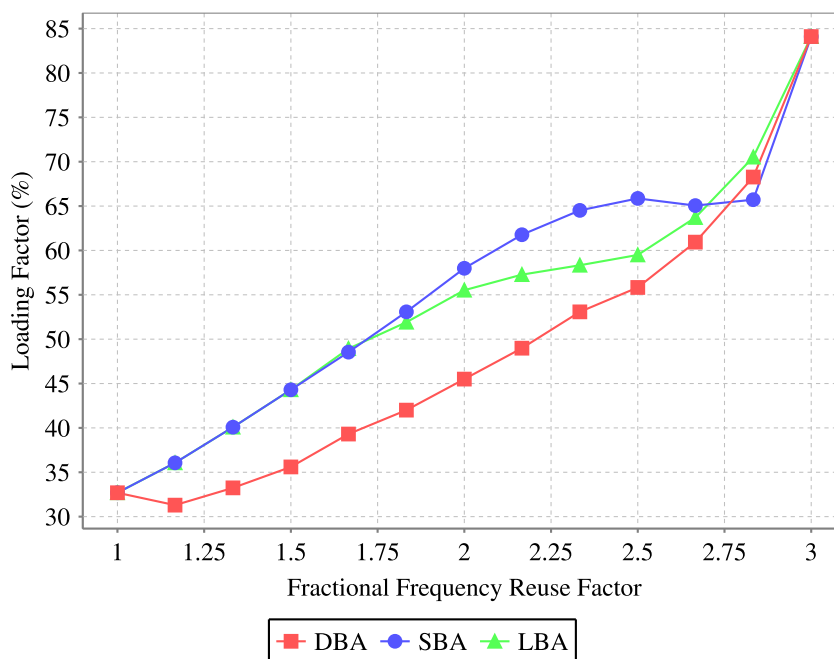
Το Σχ. 4.14 απεικονίζει το κλάσμα των χρηστών που απορρίφθηκαν με το αιτιολογικό της έλλειψης πόρων ενώ το Σχ. 4.15 απεικονίζει το ποσοστό των πόρων που εκχωρούνται σε χρήστες για κάθε FFRF. Πρώτα από όλα, παρατηρείται ότι, για τις SBA και LBA, για $FFRF > 1$, η πλειονότητα των χρηστών απορρίπτεται λόγω έλλειψης πόρων παρά το γεγονός ότι ο συντελεστής φόρτισης παραμένει στις περισσότερες περιπτώσεις αισθητά μικρότερος του 100%. Το γεγονός αυτό προκαλείται από την περιορισμένη ικανότητα των αλγορίθμων να διαχειριστούν το διαφορετικό μέγεθος των ζωνών μετάθεσης. Η καλύτερη επίδοση του προτεινόμενου αλγορίθμου, όσον αφορά τη συγκεκριμένη μετρική, φαίνεται για $FFRF > 1.833$.



Σχήμα 4.14: Λόγος απόρριψης λόγω έλλειψης πόρων προς συντελεστή κλασματικής επαναχρησιμοποίησης συχνότητας

Καθώς ο FFRF αυξάνει προς το 3 και αυξάνονται οι πόροι της ζώνης PUSC-3, η επίδοση της SBA χειροτερεύει. Η χειροτέρευση αυτή, όπως φαίνεται στο Σχ. 4.14, χρεώνεται στην έλλειψη πόρων αλλά, όπως δείχνει το Σχ. 4.15, υπάρχουν διαθέσιμοι πόροι προς εκχώρηση. Η SBA αποφασίζει ότι ένας νέος χρήστης θα εξυπηρετηθεί από τη ζώνη PUSC-3 αν και μόνο αν βρεθεί σε κατάσταση διακοπής εξυπηρετούμενος από τη ζώνη PUSC-1, ανεξάρτητα από τις συνθήκες φόρτου των δύο ζωνών μετάθεσης. Επομένως, όταν ο FFRF είναι κοντά στο 3 και η ζώνη PUSC-3 είναι μεγάλη, αυτή η στρατηγική οδηγεί σε υποχρησιμοποίηση της ζώνης PUSC-3 και σπατάλη πόρων. Αντιθέτως, καθώς η ζώνη PUSC-1 μικραίνει, οι διαθέσιμοι πόροι εξαντλούνται γρήγορα, οδηγώντας σε μεγαλύτερο ποσοστό απόρριψης λόγω έλλειψης πόρων. Η συμμετρική εναλλαγή ανάμεσα στην interference-limited συμπεριφορά ($FFRF = 1$) και τη resource-limited συμπεριφορά ($FFRF = 3$) απεικονίζεται στη συμμετρία της καμπύλης.

Σε αντίθεση με την SBA, η προτεινόμενη LBA αντιδρά με διαφορετικό τρόπο, βασισμένη στη διαθέσιμη χωρητικότητα κάθε ζώνης. Αξίζει να σημειωθεί ότι, για FFRF κοντά στο 1, όπου το δίκτυο εμφανίζεται κυρίως ως interference-limited, η επίδοση των δύο προσεγγίσεων είναι συγκρίσιμη. Καθώς όμως ο FFRF αυξάνει προς το 3, από 1.833 και έπειτα, η επίδοση τους διαφοροποιείται. Από τον Αλγ. 4.3, είναι σαφές ότι αν ένας χρήστης είναι σε διακοπή, θα εξυπηρετηθεί από τη ζώνη

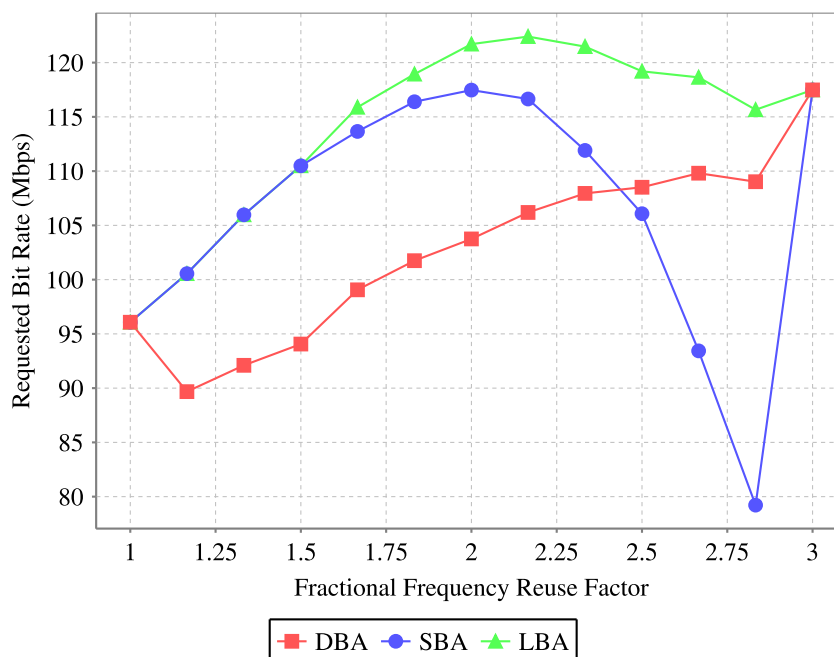


Σχήμα 4.15: Συντελεστής φόρτισης προς συντελεστή κλασματικής επαναχρησιμοποίησης συχνότητας

PUSC-3 αλλά αν ένας χρήστης δεν είναι σε κατάσταση διακοπής, σε αντίθεση με την SBA, μπορεί να εξυπηρετηθεί είτε από την PUSC-1 είτε από την PUSC-3. Αυτό έχει σαν αποτέλεσμα η LBA να κατορθώνει να χειρίζεται τη διαθέσιμη χωρητικότητα της ζώνης PUSC-3, η οποία μεγαλώνει καθώς ο FFRF αυξάνει προς το 3. Εξαιτίας της δυνατότητας της LBA να διαχειρίζεται αποδοτικά ζώνες μετάθεσης διαφορετικού μεγέθους, η επίδοση ενός WiMAX δικτύου που εφαρμόζει κλασματική επαναχρησιμοποίηση συχνότητας μπορεί να βελτιωθεί.

Το Σχ. 4.16 απεικονίζει το συνολικό αιτούμενο ρυθμό bit για τους χρήστες που έχουν γίνει αποδεκτοί από το δίκτυο. Θα πρέπει να σημειωθεί ότι ο αιτούμενος ρυθμός bit, ως μετρική για την επίδοση του δικτύου, επηρεάζεται τόσο από την εφαρμοζόμενη προσέγγιση στο πρόβλημα της κλασματικής επαναχρησιμοποίησης συχνότητας όσο και από τη διαδικασία ελέγχου αποδοχής κλήσεων που εφαρμόζεται.

Είναι σαφές ότι η LBA υπερτερεί των άλλων προσεγγίσεων. Η ανωτερότητα αυτή μπορεί να αποδοθεί στο γεγονός ότι η LBA μπορεί να διαχειριστεί πιο αποδοτικά το μεταβαλλόμενο μέγεθος των ζωνών PUSC-1 και PUSC-3. Σε σύγκριση με την SBA, η διαφορά στην επίδοση, όπως μετρείται από την υπό μελέτη μετρική, αυξάνει καθώς ο FFRF αυξάνει προς το 3. Όπως ειπώθηκε προηγουμένως, η SBA εμφανίζει μια έμφυτη αδυναμία να διαχειριστεί το συρρικνούμενο μέγεθος της ζώνης PUSC-1 και το αυξανόμενο μέγεθος της PUSC-3. Αυτό έχει σαν αποτέλεσμα αν ένας χρήστης

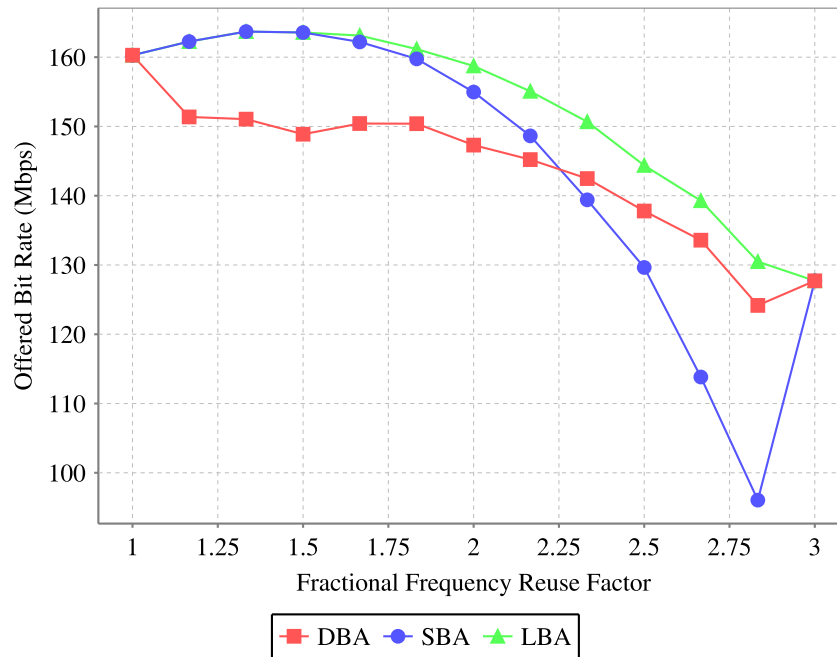


Σχήμα 4.16: Αιτούμενος ρυθμός bit προς συντελεστή κλασματικής επαναχρησιμοποίησης συχνότητας

βρεθεί στο δίκτυο με FFRF κοντά στο 3, εάν οι πόροι της ζώνης PUSC-1 είναι κοντά στην εξάντληση, τότε αυτός θα εξυπηρετηθεί μόνον εφόσον είναι σε διακοπή στη ζώνη PUSC-1, ανεξάρτητα από τη διαθεσιμότητα πόρων της ζώνης PUSC-3.

Θα μπορούσε εσφαλμένως να θεωρηθεί ότι η χειρότερη επίδοση της SBA οφείλεται στην ακατάλληλη τιμή της παραμέτρου $SINR_{th}$. Η παράμετρος αυτή καθορίζει το κατώφλι, κάτω από το οποίο ένας χρήστης εξυπηρετείται από τη ζώνη PUSC-3. Μια διαφορετική τιμή για αυτή την παράμετρο θα οδηγούσε σε μετατόπιση της καμπύλης σε ένα διαφορετικό σημείο λειτουργίας, πιθανόν καλύτερο, αλλά το πρόβλημα θα παρέμενε. Μια καλύτερη προσέγγιση θα ήταν να ορίζεται η τιμή αυτής της παραμέτρου σαν συνάρτηση των διαθέσιμων πόρων κάθε ζώνης. Αυτό ακριβώς κάνει στην πραγματικότητα η LBA.

Ο προσφερόμενος ρυθμός bit, όπως ορίστηκε νωρίτερα, απεικονίζεται στο Σχ. 4.17. Ο προσφερόμενος ρυθμός bit μπορεί να θεωρηθεί ως ο συνολικός ρυθμός bit που μπορεί να επιτύχει το δίκτυο, αν εκτελείται ανά τακτά χρονικά διαστήματα ανακατανομή πόρων. Αρχικά, από τα Σχ. 4.16 και 4.17 φαίνεται ότι η καμπύλη του προσφερόμενου ρυθμού είναι ψηλότερα σε σχέση με την αντίστοιχη του αιτούμενου ρυθμού bit. Επομένως, το δίκτυο έχει κατορθώσει να εξυπηρετήσει τις απαιτήσεις σε ρυθμό bit των εισηγμένων χρηστών, με άλλα λόγια το δίκτυο μπορεί πραγματικά να εξυπηρετήσει τους χρήστες που έχει δεσμευτεί να εξυπηρετήσει. Επιπλέον, το



Σχήμα 4.17: Προσφερόμενος ρυθμός bit προς συντελεστή κλασματικής επαναχρησιμοποίησης συχνότητας

γεγονός ότι ο προσφερόμενος ρυθμός bit είναι μεγαλύτερος από τον απαιτούμενο ρυθμό bit δείχνει ότι η εκτίμηση του ενεργού SINR από τα φέροντα-πilotους είναι πιο απαισιόδοξη από την εκτίμηση στα φέροντα δεδομένων. Η παρατήρηση αυτή είναι ιδιαίτερα σημαντική καθώς επηρεάζει την πολιτική ελέγχου αποδοχής κλήσεων και θα πρέπει να λαμβάνεται υπόψη, όταν το δίκτυο λειτουργεί υπό χαμηλό φορτίο. Καθώς τα δίκτυα WiMAX είναι ακόμα σε πρώιμη φάση ανάπτυξης, η λειτουργία υπό χαμηλό φορτίο θα είναι η πραγματικότητα των δικτύων για το παρόν και το εγγύς μέλλον. Μπορεί επίσης να σημειωθεί ότι ο μέγιστος προσφερόμενος ρυθμός bit που επιτυγχάνει η LBA, είναι μεγαλύτερος από τον αντίστοιχο που επιτυγχάνεται χωρίς την εφαρμογή κλασματικής επαναχρησιμοποίησης συχνότητας, δηλαδή είτε για $FFRF = 1$ είτε για $FFRF = 3$. Καθίσταται έτσι σαφές ότι η εφαρμογή κλασματικής επαναχρησιμοποίησης συχνότητας με την LBA βελτιώνει την επίδοση του δικτύου WiMAX σε όλες τις περιπτώσεις. Τέλος, αξίζει να σημειωθεί ότι ο μέγιστος προσφερόμενος ρυθμός bit του δικτύου είναι περίπου 164.5Mbps και αντιστοιχεί σε 8.7Mbps ανά κυψέλη και 2.9Mbps ανά τομέα. Η τιμή αυτή επιτυγχάνεται όταν $FFRF = 1.5 \Rightarrow N_{PUSC-1} : N_{PUSC-3} = 3 : 1$, όπου το 75% των πόρων του δικτύου εκχωρούνται στη ζώνη PUSC-1. Αυτό αναπόφευκτα ευνοεί χρήστες που βρίσκονται κοντά στο σταθμό βάσης.

4.2.5 Συγκριτική ανάλυση ανάμεσα σε Partial και Full Usage of Subchannels

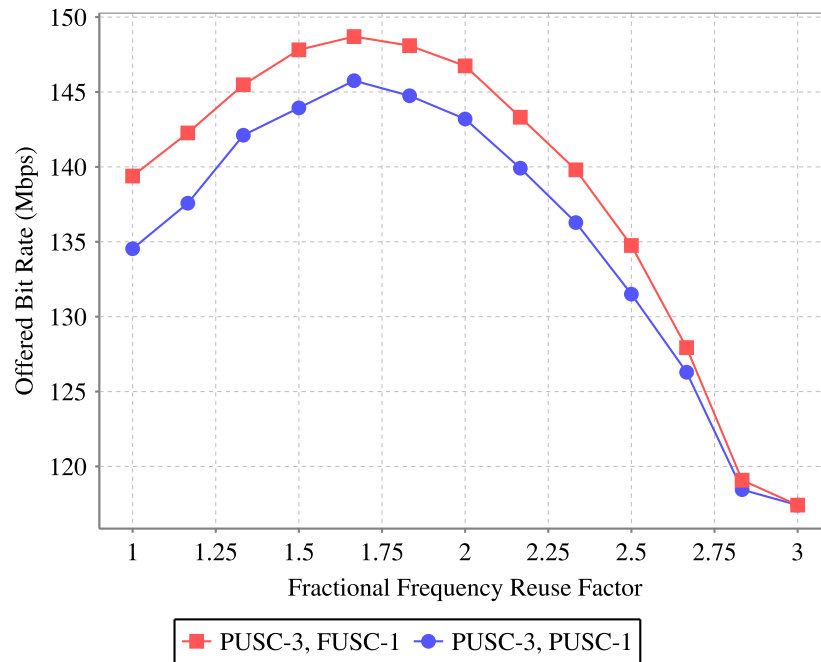
Σε συνέχεια της προηγούμενης προσπάθειας σχετικά με τις τεχνικές κλασματικής επαναχρησιμοποίησης συχνότητας, στην [143] επιχειρήθηκε μια σύγκριση της επίδοσης των διαφορετικών μεθόδων μετάθεσης υπό κλασματική επαναχρησιμοποίηση συχνότητας. Συγκεκριμένα, μελετήθηκε η εφαρμογή κλασματικής επαναχρησιμοποίησης συχνότητας χρήση της προτεινόμενης μεθόδου εξισορρόπησης φόρτου σε ένα πολυκυψελωτό WiMAX δίκτυο. Εκεί, η ζώνη μετάθεσης που εφαρμόζει συντελεστή επαναχρησιμοποίησης 3 παραμένει PUSC (PUSC-3), όπως και προηγούμενα μιας και η διαδικασία της τμηματοποίησης προβλέπεται μόνον για την PUSC. Για τη ζώνη μετάθεσης με συντελεστή επαναχρησιμοποίησης 1, μελετήθηκε η εφαρμογή της PUSC (PUSC-1) και της FUSC (FUSC-1) και έτσι προέκυψαν τα αποτελέσματα που θα παρουσιαστούν στη συνέχεια.

Το προσομοιούμενο δίκτυο έχει την ίδια δομή με αυτή που περιγράφηκε παραπάνω με μόνη διαφορά ότι δεν χρησιμοποιούνται τα δεδομένα του Πιν. 4.1 για τον ορισμό του ελάχιστου SINR ανά MCS αλλά τα δεδομένα του Πιν. 4.3, τα οποία είναι αυστηρότερα των προηγούμενων και έχουν προέλθει από το πρότυπο [11, Table 545]. Κατά τα λοιπά, οι διαδικασίες εκχώρησης πόρων και η διαδικασία προσομοίωσης παραμένουν όπως περιγράφηκαν προηγούμενα, με μόνη σημείωση ότι πλέον χρησιμοποιείται μόνον η LBA.

Πίνακας 4.3: SINR κατώφλια για διαφορετικά MCSs

Διαμόρφωση	Ρυθμός κωδικοποίησης	bits/σύμβολο	$SINR_{min}^{MCS}$ (dB)
QPSK	1/2	1	5
	3/4	1.5	8
16-QAM	1/2	2	10.5
	3/4	3	14
64-QAM	1/2	3	16
	2/3	4	18
	3/4	4.5	20

Ο προσφερόμενος ρυθμός bit, όπως μετράται στα φέροντα δεδομένων κάθε χρήστη, απεικονίζεται στο Σχ. 4.18. Είναι σαφές ότι ο συνδυασμός “PUSC-3, FUSC-1” υπερτερεί του συνδυασμού “PUSC-3, PUSC-1”. Αυτό μπορεί να αποδοθεί στο γεγονός ότι η εφαρμογή της FUSC-1 υπερτερεί σαφώς της PUSC-1, όπως μπορεί να διαπιστωθεί για $FFRF = 1$. Το συμπέρασμα αυτό αποδίδεται στο ότι η μέθοδος μετάθεσης PUSC έχει σχεδιαστεί για να χρησιμοποιείται τόσο με συντελεστή επαναχρησιμοποίησης 1 όσο και με συντελεστή επαναχρησιμοποίησης 3, όπως



Σχήμα 4.18: Προσφερόμενος ρυθμός bit προς συντελεστή κλασματικής επαναχρησιμοποίησης συχνότητας

προβλέπει το πρότυπο [11]. Εν αντιθέσει, η FUSC μέθοδος μετάθεσης είναι σχεδιασμένη να αξιοποιεί το σύνολο του διαθέσιμου εύρους ζώνης, με αποτέλεσμα να έχει καλύτερη επίδοση υπό συνθήκες πυκνότερης επαναχρησιμοποίησης. Σε αντίθεση με τα αποτελέσματα του Σχ. 4.17, στο υπό μελέτη σενάριο, το μέγιστο του προσφερόμενου ρυθμού bit παρατηρείται όταν $FFRF = 5/3$, το οποίο αντιστοιχεί σε $N_{PUSC-3} : N_{FUSC-1} = 1 : 2$, και είναι περίπου 148.7Mbps, τιμή που αντιστοιχεί σε 7.8Mbps ανά κυψέλη και 2.6Mbps ανά τομέα. Το γεγονός ότι εφαρμόζονται αυστηρότερες απαιτήσεις για τα κατώφλια SINR ανά MCS οδηγεί το δίκτυο σε ένα σημείο λειτουργίας με μεγαλύτερο συντελεστή επαναχρησιμοποίησης συχνότητας (από 1.5 σε 1.667) ενώ ταυτόχρονα μειώνει το συνολικό προσφερόμενο ρυθμό bit (από 2.9Mbps σε 2.6Mbps ανά τομέα).

4.2.6 Συμπεράσματα

Στο παρόν κεφάλαιο παρουσιάστηκαν τρεις διαφορετικές προσεγγίσεις για την εφαρμογή της κλασματικής επαναχρησιμοποίησης συχνότητας στην κάτω ζεύξη ενός πολυκυψελωτού δικτύου WiMAX. Η πρώτη προσέγγιση αντιστοιχίζει τους χρήστες στις διαφορετικές ζώνες μετάθεσης και κατ' επέκταση στους διαφορετικούς συντελεστές επαναχρησιμοποίησης συχνότητας βασιζόμενη σε ένα κριτήριο απόστασης

ενώ η δεύτερη προσέγγιση εφαρμόζει ένα κριτήριο σηματοθορυβικού λόγου. Επιπρόσθετα, προτείνεται μια νέα τεχνική η οποία κατά την αντιστοίχιση των χρηστών στις ζώνες μετάθεσης λαμβάνει υπόψη τόσο την ποιότητα καναλιού του χρήστη όσο και το υφιστάμενο φορτίο των ίδιων των ζωνών.

Μια σειρά προσομοιώσεων πραγματοποιήθηκε για να αποτιμήσει την επίδοση ενός πολυκυβελωτού δικτύου WiMAX υπό τα διαφορετικά σχήματα κλασματικής επαναχρησιμοποίησης συχνότητας. Τα αποτελέσματα αυτών των προσομοιώσεων επιβεβαιώνουν ότι η εφαρμογή της κλασματικής επαναχρησιμοποίησης συχνότητας μπορεί να βελτιώσει την επίδοση του δικτύου. Η κλασματική επαναχρησιμοποίηση συχνότητας προκύπτει ότι μειώνει το λόγο αποκλεισμού και αυξάνει τον προσφερόμενο ρυθμό bit του δικτύου, σε σύγκριση με τα συμβατικά σχήματα επαναχρησιμοποίησης συχνότητας. Συγκρίνοντας τα αποτελέσματα των προσεγγίσεων που βασίζονται στην απόσταση και στο SINR, καθίσταται σαφές ότι η τεχνική που βασίζεται στο SINR υπερτερεί της τεχνικής που βασίζεται στην απόσταση για πυκνότερη επαναχρησιμοποίηση συχνότητας αλλά αποτυγχάνει να διαχειριστεί τις περιπτώσεις χαλαρής επαναχρησιμοποίησης.

Τα αποτελέσματα δείχνουν ότι η προτεινόμενη τεχνική εξισορρόπησης φορτίου υπερτερεί των ήδη γνωστών τεχνικών που αναφέρθηκαν παραπάνω. Η επίδοση της τεχνικής εξισορρόπησης φορτίου είναι σαφώς καλύτερη από την αντίστοιχη τεχνική που βασίζεται στην απόσταση, κυρίως εξαιτίας του γεγονότος ότι η πρώτη λαμβάνει υπόψη τις πραγματικές συνθήκες καναλιού. Αντιθέτως, η τεχνική της απόστασης βασίζεται την απλουστευτική παραδοχή ότι, καθώς αυξάνει η απόσταση από το σταθμό βάσης, οι συνθήκες καναλιού χειροτερεύουν. Επιπλέον, η τεχνική εξισορρόπησης φορτίου επιτυγχάνει να ξεπεράσει τις αδυναμίες της τεχνικής που βασίζεται στο SINR. Το κύριο μειονέκτημα της τεχνικής SINR, όπως εδείχθη, είναι ότι αδυνατεί να διαχειριστεί αποδοτικά τους διαθέσιμους πόρους των ζωνών μετάθεσης, καθώς το μέγεθός τους μεταβάλλεται. Το μειονέκτημα αυτό οφείλεται στο γεγονός ότι η τεχνική SINR δε λαμβάνει υπόψη τις συνθήκες φόρτισης των διαφορετικών ζωνών. Η προτεινόμενη τεχνική εξισορρόπησης φορτίου κατορθώνει να βελτιώσει όλους τους δείκτες επίδοσης που εξετάστηκαν λαμβάνοντας υπόψη τόσο τις συνθήκες καναλιού όσο και τις συνθήκες φόρτισης των ζωνών επαναχρησιμοποίησης.

Κεφάλαιο 5

Σύνοψη και συμπεράσματα - Προτάσεις μελλοντικής έρευνας

5.1 Σύνοψη και συμπεράσματα

Η παρούσα διδακτορική διατριβή εντρυφήσε στο πρόβλημα της διαχείρισης πόρων για πολυκυψελωτά OFDMA δίκτυα και επέκτεινε τη μελέτη αυτή στα πολυκυψελωτά δίκτυα WiMAX.

Όσον αφορά στο πρόβλημα διαχείρισης πόρων για πολυκυψελωτά OFDMA δίκτυα, η ανάλυση εστίασε στην κάτω ζεύξη ενός τέτοιου δικτύου και το πρόβλημα της διαχείρισης πόρων διαμορφώθηκε ως ένας πρόβλημα ελαχιστοποίησης της εκπεμπόμενης ισχύος με ταυτόχρονη κάλυψη των αναγκών των χρηστών σε ρυθμό δεδομένων και ποιότητα υπηρεσίας. Αυτός είναι ο λεγόμενος margin adaptive φορμαλισμός του προβλήματος. Η επιλογή αυτού του φορμαλισμού, έναντι του rate adaptive όπου επιδιώκεται μεγιστοποίηση του ρυθμού δεδομένων υπό τον περιορισμό της μέγιστης διαθέσιμης ισχύος και του ρυθμού σφαλμάτων, οφείλεται στο γεγονός ότι η κατανάλωση ισχύος είναι ένα μείζον πρόβλημα για τους λειτουργούς των δικτύων κινητών επικοινωνιών. Συγκεκριμένα, η κατανάλωση ισχύος επιβαρύνει οικονομικά τους λειτουργούς των δικτύων, ένα κόστος που μετακυλίεται στους τελικούς χρήστες, αλλά και το περιβάλλον, ένα κόστος που τελικά πληρώνουμε όλοι.

Προς την κατεύθυνση επίλυσης του προβλήματος, στην πρώτη φάση της πραγματοποιηθείσας έρευνας μελετήθηκε η εφαρμογή απλουστευμένων αλγορίθμων. Στο πλαίσιο αυτό εξετάστηκε η εφαρμογή του αλγορίθμου συντεταγμένης κατανομής, όπου οι σταθμοί βάσης εκχωρούν τα OFDM φέροντα με αντίστροφη σειρά ώστε να περιοριστούν οι διακυψελικές παρεμβολές. Μια σειρά προσομοιώσεων πραγματοποιήθηκαν για τον προσδιορισμό της επίδοσης του εν λόγω αλγορίθμου και τη σύγκρισή της με την επίδοση ήδη προταθέντων λύσεων, μεταξύ αυτών και ο τυχαίος αλγόριθμος. Τα αποτελέσματα υπέδειξαν ότι ο συντεταγμένος αλγόριθμος

εμφανίζει καλύτερη επίδοση σε σχέση με τον τυχαίο αλγόριθμο όταν αυξάνει ο αιτούμενος ρυθμός δεδομένων των χρηστών στις περιοχές που βρίσκονται μακριά από το σταθμό βάσης. Η παρατήρηση αυτή οδήγησε στην επινοήση του αλγορίθμου τυχαίας-συντεταγμένης κατανομής, όπου προτείνεται η διάσπαση των κυψελών σε δύο μέρη, το εσωτερικό και το εξωτερικό, όπου στο μεν εσωτερικό εφαρμόζεται ο τυχαίος αλγόριθμος στο δε εξωτερικό εφαρμόζεται ο συντεταγμένος αλγόριθμος. Τα αποτελέσματα καταδεικνύουν ότι ο προτεινόμενος αλγόριθμος κατορθώνει να αυξήσει τον προσφερόμενο ρυθμό δεδομένων του δικτύου ενώ ταυτόχρονα μειώνει τη συνολικά εκπεμπόμενη ισχύ.

Στη συνέχεια, παραλείποντας τον περιορισμό της έλλειψης πληροφορίας για την κατάσταση του καναλιού που υπόκεινται οι προηγούμενοι αλγόριθμοι, η έρευνα δα-νεύστηκε εργαλεία από το πεδίο της θεωρίας παιγνίων για να προτείνει λύσεις στο πρόβλημα της διαχείρισης πόρων. Έτσι, το πρόβλημα της κατανομής φερόντων αντιμετωπίστηκε ως επαναλαμβανόμενες συνδυαστικές δημοπρασίες, όπου ο σταθμός βάσης παίζει το ρόλο του δημοπράτη, ο οποίος καθορίζει την τιμή ανά μονάδα ισχύος, τα OFDM φέροντα είναι τα αντικείμενα προς δημοπράτηση και οι χρήστες πλειοδοτούν για σύνολα φερόντων και πληρώνουν την πληρωμή που αποφασίζει τελικά ο σταθμός βάσης. Τα αποτελέσματα κατέδειξαν ότι ο προτεινόμενος αλγόριθμος προσεγγίζει ικανοποιητικά την επίδοση του βέλτιστου αλγορίθμου κατανομής φερόντων όσον αφορά τον προσφερόμενο ρυθμό δεδομένων και την εκπεμπόμενη ισχύ ενώ ταυτόχρονα εμφανίζει μικρότερη υπολογιστική πολυπλοκότητα και μικρότερες απαιτήσεις σε πληροφορία ανάδρασης για τη γνωστοποίηση των συνθηκών του καναλιού.

Ολοκληρώνοντας τη μελέτη στα πολυκυψελωτά OFDMA δίκτυα, αναπτύχθηκε ένας αλγόριθμος κατανεμημένου ελέγχου ισχύος βασιζόμενος σε μη συνεργατικά παίγνια. Εκεί εδείχθη ότι, εφόσον κατά τη φάση επιλογής διαμόρφωσης οι χρήστες έχουν τηρήσει ένα άνω όριο επιτρεπόμενης διαμόρφωσης, ο έλεγχος ισχύος μπορεί να πραγματοποιηθεί μέσα από μια διαδικασία βέλτιστων αποκρίσεων, ώστε ο χρήστης να χρησιμοποιεί κάθε φορά ακριβώς όση ισχύ χρειάζεται για να υποστηρίξει τη διαμόρφωσή του και η διαδικασία αυτή να συγκλίνει σε ένα μοναδικό σημείο Nash ισορροπίας. Το κύριο πλεονέκτημα του προτεινόμενου αλγορίθμου είναι η κατανεμημένη φύση του η οποία όμως έρχεται με το κόστος της αυστηρότητας στο άνω όριο επιτρεπόμενης διαμόρφωσης. Έτσι, τα αποτελέσματα δείχνουν ότι ο προτεινόμενος αλγόριθμος υπολείπεται σε προσφερόμενο ρυθμό δεδομένων του βέλτιστου, άπληστου αλγορίθμου αλλά ταυτόχρονα κατορθώνει να μειώσει την απαιτούμενη ισχύ ανά μονάδα προσφερόμενου ρυθμού bit.

Ένα μεγάλο μέρος της έρευνας εστίασε επίσης στα πολυκυψελωτά WiMAX δίκτυα, με έμφαση στην κλασματική επαναχρησιμοποίηση συχνότητας. Ως τεχνική, η κλασματική επαναχρησιμοποίηση συχνότητας περιέχεται στα πρότυπα IEEE 802.16 και προβλέπει την εφαρμογή διαφορετικού συντελεστή επαναχρησιμοποίησης συ-

χνότητας σε διαφορετικούς χρόνους για την εξυπηρέτηση χρηστών με διαφορετικές ανάγκες. Στο πλαίσιο αυτό, προτάθηκε ένας νέος αλγόριθμος ο οποίος επιχειρεί να εξισορροπήσει το φορτίο που επωμίζονται οι διαφορετικοί συντελεστές επαναχρησιμοποίησης συχνότητας. Τα αποτελέσματα δείχνουν ότι ο προτεινόμενος αλγόριθμος αξιοποιεί την τεχνική της κλασματικής επαναχρησιμοποίησης συχνότητας, εμφανίζοντας καλύτερη επίδοση σε σχέση με τα κλασικά σχήματα ακέρατης επαναχρησιμοποίησης. Επιπρόσθετα, η επίδοση του αλγορίθμου υπερτερεί της επίδοσης ήδη προταθέντων αλγορίθμων κλασματικής επαναχρησιμοποίησης, αφού κατορθώνει να περιορίσει το λόγο αποκλεισμού χρηστών και να αυξήσει τον προσφερόμενο ρυθμό δεδομένων.

5.2 Προτάσεις μελλοντικής έρευνας

Παρατηρώντας την εξέλιξη που είχε το ερευνητικό ενδιαφέρον για την OFDMA ως τεχνική πολλαπλής πρόσβασης, βλέπουμε ότι αρχικά η έρευνα εστίασε σε δίκτυα μοναδικής κυψέλης και αργότερα το ενδιαφέρον επεκτάθηκε σε πολυκυψελωτά δίκτυα. Παρά το γεγονός ότι η ανάπτυξη των δικτύων που βασίζονται στην OFDMA, με κύριους εκπροσώπους το WiMAX και το LTE, βρίσκεται ακόμα σε εμβρυικό στάδιο, η ανακοίνωση από την ITU των προδιαγραφών που θα πρέπει να πληρούν τα μελλοντικά ασύρματα δίκτυα ως μέρος της προσπάθειας που καλείται IMT-Advanced (International Mobile Telecommunications-Advanced, IMT-Advanced) [144] πιέζει περαιτέρω την ερευνητική δραστηριότητα στο OFDMA. Έτσι, το κέντρο βάρους έχει ήδη μετατοπιστεί από τα πολυκυψελωτά δίκτυα στα δίκτυα αναμεταδοτών (relays). Προς αυτή την κατεύθυνση, η IEEE έχει δημοσιεύσει την τροποποίηση IEEE 802.16j-2009 [145] του προτύπου IEEE 802.16-2009 [11] ενώ πολύ πρόσφατα δημοσιεύθηκε η νέα τροποποίηση IEEE 802.16m-2011 [146], όπου η IEEE παρέχει μια ανασχεδιασμένη ασύρματη διεπαφή για να ανταποκριθεί στις απαιτήσεις του IMT-Advanced.

Είναι σαφές επομένως ότι οι διεθνείς οργανισμοί προτυποποίησης περιλαμβάνουν στις προβλέψεις τους τη χρήση αναμεταδοτών, οπότε και η μελλοντική έρευνα θα πρέπει να κινηθεί στην ίδια κατεύθυνση. Οι εργασίες [147, 148] παρέχουν μια επισκόπηση του προβλήματος διαχείρισης πόρων για OFDMA δίκτυα αναμεταδοτών ενώ ταυτόχρονα εντοπίζουν κάποια από τα ανοιχτά ζητήματα που χρήζουν μελέτης και αντιμετώπισης. Υπάρχουν ήδη κάποιες εργασίες οι οποίες αναφέρονται σε δίκτυα αναμεταδοτών, κάποιες εκ των οποίων αξιοποιούν τα αναλυτικά εργαλεία της θεωρίας παιγνίων για την προσέγγιση του προβλήματος, όπως οι [149–151].

Στον ευρύτερο χώρο των ασυρμάτων τηλεπικοινωνιών, ένα ζήτημα που απασχολεί ιδιαίτερα την τελευταία δεκαετία και η ανάγκη μελέτης του καθίσταται πλέον επιτακτική, είναι η διαλειτουργικότητα των ασύρματων δικτύων. Είναι σαφές πλέον ότι στον ίδιο χώρο θα συνυπάρχουν περισσότερα του ενός δίκτυα, οπότε, αν θέλουμε

να εκμεταλλευτούμε στο έπακρο τις διαφορετικές δυνατότητες αυτών των δικτύων, θα πρέπει αυτά να συνεργάζονται μεταξύ τους και να διαλειτουργούν. Το πρώτο βήμα της συνεργασίας μεταξύ ασύρματων και ενσύρματων δικτύων φαίνεται να επιτυγχάνεται μέσα από τη χρήση femtocells [152], μια ιδέα που βρίσκει ήδη εφαρμογή στην αγορά επικοινωνιών [153]. Στο χώρο της διαλειτουργικότητας των ασύρματων δικτύων υπάρχουν προσπάθειες προς την κατεύθυνση της διαλειτουργικότητας, όπως οι [154, 155], η έρευνα όμως που αφορά στη διαλειτουργικότητα θα πρέπει συνεχώς να ακολουθεί την εξέλιξη των δικτύων, τόσο σε ερευνητικό επίπεδο όσο και σε επίπεδο εφαρμογής, καθώς από την εξέλιξη των δικτύων προκύπτουν νέα δεδομένα τα οποία θα πρέπει να ληφθούν υπόψη στη διαλειτουργικότητα.

Πέραν όμως από την αύξηση της χωρητικότητας που απαιτεί το IMT-Advanced και τη διαλειτουργικότητα των δικτύων επικοινωνιών, πρόσφατες προσπάθειες [53, 156, 157] καθιστούν πλέον σαφές ότι η κατανάλωση ισχύος των ασυρμάτων δικτύων είναι ένα πρόβλημα που δεν επηρεάζει μόνον τη βιομηχανία των τηλεπικοινωνιών αλλά είναι πολύ ευρύτερο με τις συνέπειές του να αγγίζουν ακόμα και τη βιωσιμότητα του πλανήτη. Επομένως, υπάρχει μια τάση, η οποία θα πρέπει να κυριαρχήσει οριζόντια στην έρευνα των τηλεπικοινωνιών, η οποία στοχεύει στην κατά το δυνατόν αποδοτική αξιοποίηση της καταναλισκόμενης ενέργειας. Προς αυτή την κατεύθυνση θέλησε να συμβάλει και η παρούσα διδακτορική διατριβή, χωρίς αυτό βέβαια να σημαίνει ότι το ζήτημα εξαντλείται εδώ.

Βιβλιογραφία

- [1] R. W. Chang, “Synthesis of band-limited orthogonal signals for multichannel data transmission,” *Bell Syst. Tech. J.*, vol. 45, no. 10, pp. 1775–1796, 1966.
- [2] J. W. Cooley and J. W. Tukey, “An algorithm for the machine calculation of complex fourier series,” *Mathematics of Computation*, vol. 19, no. 90, pp. 297–301, Apr. 1965.
- [3] A. Goldsmith, *Wireless communications*. Cambridge, New York: Cambridge University Press, 2005.
- [4] R. Prasad, *OFDM for wireless communications systems*. Boston: Artech House, 2004.
- [5] J. G. Proakis and D. G. Manolakis, *Digital Signal Processing*, 3rd ed. Upper Saddle River, NJ: Prentice-Hall, Inc., 1996.
- [6] C. Berrou, “The ten-year-old turbo codes are entering into service,” *Communications Magazine, IEEE*, vol. 41, no. 8, pp. 110–116, 2003.
- [7] D. MacKay and R. Neal, “Near shannon limit performance of low density parity check codes,” *Electronics Letters*, vol. 33, no. 6, pp. 457–458, 1997.
- [8] Intel Corporation, “Orthogonal frequency division multiplexing,” Intel Corporation, Tech. Rep., 2004.
- [9] J. M. Cioffi, “A multicarrier primer,” *ANSI T1E1*, vol. 4, 1991.
- [10] T. S. Rappaport, *Wireless communications : principles and practice*, ser. Prentice Hall communications engineering and emerging technologies series. Upper Saddle River, NJ: Prentice Hall PTR, 2002.
- [11] IEEE, “IEEE standard for local and metropolitan area networks part 16: Air interface for broadband wireless access systems,” May 2009, IEEE Std 802.16-2009 (Revision of IEEE Std 802.16-2004).

- [12] WiMAX Forum, “Mobile WiMAX-Part I: a technical overview and performance evaluation,” Tech. Rep., Aug. 2006.
- [13] 3GPP, “Evolved universal terrestrial radio access (E-UTRA); long term evolution (LTE) physical layer; general description,” Tech. Rep. 3GPP TS 36.201 V9.0.0, Dec. 2009.
- [14] J. Zander, “Radio resource management in future wireless networks: requirements and limitations,” *Communications Magazine, IEEE*, vol. 35, no. 8, pp. 30–36, 1997.
- [15] J. Jang and K. B. Lee, “Transmit power adaptation for multiuser OFDM systems,” *Selected Areas in Communications, IEEE Journal on*, vol. 21, no. 2, pp. 171–178, 2003.
- [16] G. Li and H. Liu, “On the optimality of the OFDMA network,” *Communications Letters, IEEE*, vol. 9, no. 5, pp. 438–440, 2005.
- [17] S. Pietrzyk and G. Janssen, “Radio resource allocation for cellular networks based on OFDMA with QoS guarantees,” in *Global Telecommunications Conference, 2004. GLOBECOM '04. IEEE*, vol. 4, 2004, pp. 2694–2699 Vol.4.
- [18] S. Pietrzyk, *OFDMA for broadband wireless access*, ser. Artech House mobile communications series. Boston, MA: Artech House, 2006.
- [19] R. Agarwal, V. R. Mijjigi, Z. Han, R. Vannithamby, and J. M. Cioffi, “Low complexity resource allocation with opportunistic feedback over downlink OFDMA networks,” *Selected Areas in Communications, IEEE Journal on*, vol. 26, no. 8, pp. 1462–1472, Oct. 2008.
- [20] N. Bambos and G. Pottie, “Power control based admission policies in cellular radio networks,” in *Global Telecommunications Conference, 1992. Conference Record., GLOBECOM '92. Communication for Global Users., IEEE*, 1992, pp. 863–867 vol.2.
- [21] J. Lee, R. Sonalkar, and J. Cioffi, “Multiuser bit loading for multicarrier systems,” *Communications, IEEE Transactions on*, vol. 54, no. 7, pp. 1170–1174, 2006.
- [22] C. Y. Wong, R. Cheng, K. Letaief, and R. Murch, “Multiuser subcarrier allocation for OFDM transmission using adaptive modulation,” in *Vehicular Technology Conference, 1999 IEEE 49th*, vol. 1, 1999, pp. 479–483 vol.1.

- [23] C. Y. Wong, R. Cheng, K. Lataief, and R. Murch, "Multiuser OFDM with adaptive subcarrier, bit, and power allocation," *Selected Areas in Communications, IEEE Journal on*, vol. 17, no. 10, pp. 1747–1758, 1999.
- [24] D. Kivanc and H. Liu, "Subcarrier allocation and power control for OFDMA," in *Signals, Systems and Computers, 2000. Conference Record of the Thirty-Fourth Asilomar Conference on*, vol. 1, 2000, pp. 147–151 vol.1.
- [25] D. Kivanc, G. Li, and H. Liu, "Computationally efficient bandwidth allocation and power control for OFDMA," *Wireless Communications, IEEE Transactions on*, vol. 2, no. 6, pp. 1150–1158, 2003.
- [26] W. Rhee and J. Cioffi, "Increase in capacity of multiuser OFDM system using dynamic subchannel allocation," in *Vehicular Technology Conference Proceedings, 2000. VTC 2000-Spring Tokyo. 2000 IEEE 51st*, vol. 2, 2000, pp. 1085–1089 vol.2.
- [27] I. Kim, H. L. Lee, B. Kim, and Y. Lee, "On the use of linear programming for dynamic subchannel and bit allocation in multiuser OFDM," in *Global Telecommunications Conference, 2001. GLOBECOM '01. IEEE*, vol. 6, 2001, pp. 3648–3652 vol.6.
- [28] I. Kim, I. Park, and Y. Lee, "Use of linear programming for dynamic subcarrier and bit allocation in multiuser OFDM," *Vehicular Technology, IEEE Transactions on*, vol. 55, no. 4, pp. 1195–1207, 2006.
- [29] S. Pietrzyk and G. Janssen, "Multiuser subcarrier allocation for QoS provision in the OFDMA systems," in *Vehicular Technology Conference, 2002. Proceedings. VTC 2002-Fall. 2002 IEEE 56th*, vol. 2, 2002, pp. 1077–1081 vol.2.
- [30] —, "Subcarrier allocation and power control for QoS provision in the presence of CCI for the downlink of cellular OFDMA systems," in *Vehicular Technology Conference, 2003. VTC 2003-Spring. The 57th IEEE Semianual*, vol. 4, 2003, pp. 2221–2225 vol.4.
- [31] —, "Subcarrier and power allocation for QoS-aware OFDMA systems using embedded modulation," in *Communications, 2004 IEEE International Conference on*, vol. 6, 2004, pp. 3202–3206 Vol.6.
- [32] G. Kulkarni, S. Adlakha, and M. Srivastava, "Subcarrier allocation and bit loading algorithms for OFDMA-based wireless networks," *Mobile Computing, IEEE Transactions on*, vol. 4, no. 6, pp. 652–662, 2005.

- [33] G. Song and Y. Li, “Adaptive subcarrier and power allocation in OFDM based on maximizing utility,” in *Vehicular Technology Conference, 2003. VTC 2003-Spring. The 57th IEEE Semiannual*, vol. 2, 2003, pp. 905–909 vol.2.
- [34] —, “Utility-based resource allocation and scheduling in OFDM-based wireless broadband networks,” *Communications Magazine, IEEE*, vol. 43, no. 12, pp. 127–134, 2005.
- [35] —, “Cross-layer optimization for OFDM wireless networks-part I: theoretical framework,” *Wireless Communications, IEEE Transactions on*, vol. 4, no. 2, pp. 614–624, 2005.
- [36] —, “Cross-layer optimization for OFDM wireless networks-part II: algorithm development,” *Wireless Communications, IEEE Transactions on*, vol. 4, no. 2, pp. 625–634, 2005.
- [37] Y. J. Zhang and K. Letaief, “Multiuser subcarrier and bit allocation along with adaptive cell selection for OFDM transmission,” in *Communications, 2002. ICC 2002. IEEE International Conference on*, vol. 2, 2002, pp. 861–865 vol.2.
- [38] —, “Multiuser adaptive subcarrier-and-bit allocation with adaptive cell selection for OFDM systems,” *Wireless Communications, IEEE Transactions on*, vol. 3, no. 5, pp. 1566–1575, 2004.
- [39] D. Niyato and E. Hossain, “Adaptive fair Subcarrier/Rate allocation in multirate OFDMA networks: Radio link level queuing performance analysis,” *Vehicular Technology, IEEE Transactions on*, vol. 55, no. 6, pp. 1897–1907, 2006.
- [40] N. Y. Ermolova and B. Makarevitch, “Low complexity adaptive power and subcarrier allocation for OFDMA,” *Wireless Communications, IEEE Transactions on*, vol. 6, no. 2, pp. 433–437, 2007.
- [41] S. Elayoubi, O. Ben Haddada, and B. Fourestie, “Performance evaluation of frequency planning schemes in OFDMA-based networks,” *Wireless Communications, IEEE Transactions on*, vol. 7, no. 5, pp. 1623–1633, 2008.
- [42] N. Ksairi, P. Bianchi, P. Ciblat, and W. Hachem, “Resource allocation for the downlink of OFDMA cellular networks and optimization of the reuse factor,” in *Information Theory and Its Applications, 2008. ISITA 2008. International Symposium on*, 2008, pp. 1–6.

- [43] —, “Resource allocation for downlink cellular OFDMA Systems-Part I: optimal allocation,” *Signal Processing, IEEE Transactions on*, vol. 58, no. 2, pp. 720–734, 2010.
- [44] —, “Resource allocation for downlink cellular OFDMA Systems-Part II: practical algorithms and optimal reuse factor,” *Signal Processing, IEEE Transactions on*, vol. 58, no. 2, pp. 735–749, 2010.
- [45] A. Kuhne and A. Klein, “Throughput analysis of multi-user OFDMA-systems using imperfect CQI feedback and diversity techniques,” *Selected Areas in Communications, IEEE Journal on*, vol. 26, no. 8, pp. 1440–1450, 2008.
- [46] I. Wong and B. Evans, “Optimal resource allocation in the OFDMA downlink with imperfect channel knowledge,” *Communications, IEEE Transactions on*, vol. 57, no. 1, pp. 232–241, 2009.
- [47] M. Bohge, J. Gross, A. Wolisz, and M. Meyer, “Dynamic resource allocation in OFDM systems: an overview of cross-layer optimization principles and techniques,” *Network, IEEE*, vol. 21, no. 1, pp. 53–59, 2007.
- [48] S. Sadr, A. Anpalagan, and K. Raahemifar, “Radio resource allocation algorithms for the downlink of multiuser OFDM communication systems,” *Communications Surveys & Tutorials, IEEE*, vol. 11, no. 3, pp. 92–106, 2009.
- [49] M. Ergen, S. Coleri, and P. Varaiya, “QoS aware adaptive resource allocation techniques for fair scheduling in OFDMA based broadband wireless access systems,” *Broadcasting, IEEE Transactions on*, vol. 49, no. 4, pp. 362–370, 2003.
- [50] Y. Chen and J. Chen, “A fast subcarrier, bit, and power allocation algorithm for multiuser OFDM-Based systems,” *Vehicular Technology, IEEE Transactions on*, vol. 57, no. 2, pp. 873–881, 2008.
- [51] J. Huang, V. Subramanian, R. Agrawal, and R. Berry, “Downlink scheduling and resource allocation for OFDM systems,” *Wireless Communications, IEEE Transactions on*, vol. 8, no. 1, pp. 288–296, 2009.
- [52] G. Li and H. Liu, “Downlink radio resource allocation for Multi-Cell OFDMA system,” *Wireless Communications, IEEE Transactions on*, vol. 5, no. 12, pp. 3451–3459, 2006.

- [53] Y. Chen, S. Zhang, S. Xu, and G. Y. Li, “Fundamental trade-offs on green wireless networks,” *Communications Magazine, IEEE*, vol. 49, no. 6, pp. 30–37, Jun. 2011.
- [54] I. N. Stiakogiannakis, “Study and simulation of radio resource management algorithms for multicellular OFDMA networks,” Diploma Dissertation, National Technical University of Athens, Athens, Greece, May 2007. [Online]. Available: <http://artemis.cslab.ntua.gr/Dienst/UI/1.0/Display/artemis.ntua.ece/DT2007-0032>
- [55] I. Stiakogiannakis, D. Zarbouti, G. Tsoulos, and D. Kaklamani, “Subcarrier allocation algorithms for multicellular OFDMA networks without channel state information,” in *Wireless Pervasive Computing, 2008. ISWPC 2008. 3rd International Symposium on*, 2008, pp. 73–77.
- [56] D. Zarbouti, I. Stiakogiannakis, G. Tsoulos, G. Athanasiadou, and D. Kaklamani, “Performance evaluation of OFDMA techniques in multicellular networks,” in *Personal, Indoor and Mobile Radio Communications, 2008. PIMRC 2008. IEEE 19th International Symposium on*, 2008, pp. 1–5.
- [57] —, “OFDMA techniques in multicellular networks with total frequency reuse,” *Computer Communications*, vol. 32, no. 3, pp. 522–530, Feb. 2009.
- [58] WiMAX Forum, “WiMAX system evaluation methodology,” Tech. Rep. Version 2.1, Jul. 2008.
- [59] H. W. Kuhn, “The hungarian method for the assignment problem,” *Naval Research Logistics Quarterly*, vol. 2, pp. 83–97, 1955.
- [60] G. Fodor, “Performance analysis of a reuse partitioning technique for OFDM based evolved UTRA,” in *Quality of Service, 2006. IWQoS 2006. 14th IEEE International Workshop on*, 2006, pp. 112–120.
- [61] G. Pottie, “System design choices in personal communications,” *Personal Communications, IEEE*, vol. 2, no. 5, pp. 50–67, 1995.
- [62] J. Munkres, “Algorithms for the assignment and transportation problems,” *Journal of the Society for Industrial and Applied Mathematics*, vol. 5, no. 1, pp. 32–38, Mar. 1957.
- [63] R. A. Pilgrim, “Munkres’ assignment algorithm.” [Online]. Available: <http://cslab.murraystate.edu/bob.pilgrim/445/munkres.html>
- [64] *COST Action 231 : Digital mobile radio towards future generation systems*. European Commission, 1999.

- [65] W. F. Bauer, “The monte carlo method,” *Journal of the Society for Industrial and Applied Mathematics*, vol. 6, no. 4, pp. 438–451, Dec. 1958.
- [66] G. Liang and H. L. Bertoni, “Review of ray modeling techniques for site specific propagation prediction,” in *Wireless Communications: TDMA Versus CDMA*, S. G. Glisic and P. A. Leppanen, Eds. Boston: Kluwer Academic Publishers, 1997, pp. 323–343.
- [67] G. E. Athanasiadou and I. J. Wassell, “Comparisons of ray tracing predictions and field trial results for broadband fixed wireless access scenarios,” in *Proceedings of the 9th WSEAS International Conference on Communications*. Athens, Greece: World Scientific and Engineering Academy and Society (WSEAS), 2005, pp. 1–5.
- [68] M. J. Osborne and A. Rubinstein, *A Course in Game Theory*. MIT Press, 1999.
- [69] J. von Neumann and O. Morgenstern, *Theory of Games and Economic Behavior*, 3rd ed. Princeton University Press, 1953.
- [70] J. F. Nash, “Equilibrium points in n-Person games,” *Proceedings of the National Academy of Sciences of the United States of America*, vol. 36, no. 1, pp. 48–49, Jan. 1950.
- [71] M. J. Osborne, *An introduction to game theory*. New York: Oxford University Press, 2004.
- [72] M. Felegyhazi and J. P. Hubaux, “Game theory in wireless networks: A tutorial,” Ecole Polytechnique Federale de Lausanne, Technical report LCA-REPORT-2006-002, 2006.
- [73] C. Daskalakis, P. W. Goldberg, and C. H. Papadimitriou, “The complexity of computing a nash equilibrium,” *Commun. ACM*, vol. 52, no. 2, pp. 89–97, 2009.
- [74] D. Fudenberg and J. Tirole, *Game theory*. MIT Press, 1991.
- [75] M. Shor, “Rock paper scissors,” Sep. 2005. [Online]. Available: <http://www.gametheory.net/Dictionary/Games/RockPaperScissors.html>
- [76] E. Altman, T. Boulogne, R. El-Azouzi, T. Jimǎžnez, and L. Wynter, “A survey on networking games in telecommunications,” *Computers & Operations Research*, vol. 33, no. 2, pp. 286–311, Feb. 2006.

- [77] A. MacKenzie and S. Wicker, "Game theory in communications: motivation, explanation, and application to power control," in *Global Telecommunications Conference, 2001. GLOBECOM '01. IEEE*, vol. 2, 2001, pp. 821–826 vol.2.
- [78] A. B. MacKenzie and L. A. DaSilva, *Game Theory for Wireless Engineers (Synthesis Lectures on Communications)*. Morgan & Claypool Publishers, 2006.
- [79] V. Srivastava, J. Neel, A. Mackenzie, R. Menon, L. Dasilva, J. Hicks, J. Reed, and R. Gilles, "Using game theory to analyze wireless ad hoc networks," *Communications Surveys & Tutorials, IEEE*, vol. 7, no. 4, pp. 46–56, 2005.
- [80] D. Niyato and E. Hossain, "WIRELESS BROADBAND ACCESS: WIMAX AND BEYOND - integration of WiMAX and WiFi: optimal pricing for bandwidth sharing," *Communications Magazine, IEEE*, vol. 45, no. 5, pp. 140–146, 2007.
- [81] —, "Competitive pricing in heterogeneous wireless access networks: Issues and approaches," *Network, IEEE*, vol. 22, no. 6, pp. 4–11, 2008.
- [82] W. Saad, Z. Han, M. Debbah, A. Hjørungnes, and T. Basar, "Coalitional game theory for communication networks," *Signal Processing Magazine, IEEE*, vol. 26, no. 5, pp. 77–97, 2009.
- [83] Z. Han, T. Himsoon, W. Siriwongpairat, and K. Liu, "Resource allocation for multiuser cooperative OFDM networks: Who helps whom and how to cooperate," *Vehicular Technology, IEEE Transactions on*, vol. 58, no. 5, pp. 2378–2391, 2009.
- [84] N. Nisan, T. Roughgarden, E. Tardos, and V. Vazirani, Eds., *Algorithmic game theory*. Cambridge University Press, 2007.
- [85] V. Krishna, *Auction theory*. Academic Press, 2002.
- [86] D. Lehmann, L. I. O'Callaghan, and Y. Shoham, "Truth revelation in approximately efficient combinatorial auctions," *J. ACM*, vol. 49, no. 5, pp. 577–602, 2002.
- [87] Z. Han, Z. Ji, and K. Liu, "Fair multiuser channel allocation for OFDMA networks using nash bargaining solutions and coalitions," *Communications, IEEE Transactions on*, vol. 53, no. 8, pp. 1366–1376, 2005.

- [88] ———, “Non-Cooperative resource competition game by virtual referee in Multi-Cell OFDMA networks,” *Selected Areas in Communications, IEEE Journal on*, vol. 25, no. 6, pp. 1079–1090, 2007.
- [89] C. Zarakovitis, Q. Ni, I. Nikolarios, and O. Tyce, “A novel Game-Theoretic Cross-Layer design for OFDMA broadband wireless networks,” in *Communications (ICC), 2010 IEEE International Conference on*, 2010, pp. 1–6.
- [90] K. Yang, N. Prasad, and X. Wang, “An auction approach to resource allocation in uplink Multi-Cell OFDMA systems,” in *Global Telecommunications Conference, 2008. IEEE GLOBECOM 2008. IEEE*, 2008, pp. 1–5.
- [91] ———, “An auction approach to resource allocation in uplink OFDMA systems,” *Signal Processing, IEEE Transactions on*, vol. 57, no. 11, pp. 4482–4496, 2009.
- [92] W. Noh, “A distributed resource control for fairness in OFDMA systems: English-Auction game with imperfect information,” in *Global Telecommunications Conference, 2008. IEEE GLOBECOM 2008. IEEE*, 2008, pp. 1–6.
- [93] V. Rodriguez and R. Mathar, “Simple decentralised market-oriented management of OFDMA femto-cells,” in *Proceedings of the 6th International Wireless Communications and Mobile Computing Conference*. Caen, France: ACM, 2010, pp. 1106–1110.
- [94] ———, “Simple decentralised market-oriented allocation of sub-channels and power for access-point to terminal multi-carrier communication,” in *Information Sciences and Systems (CISS), 2010 44th Annual Conference on*, 2010, pp. 1–5.
- [95] S. wook Han and Y. Han, “A competitive fair subchannel allocation for OFDMA system using an auction algorithm,” in *Vehicular Technology Conference, 2007. VTC-2007 Fall. 2007 IEEE 66th*, 2007, pp. 1787–1791.
- [96] J. Oh, S. wook Han, and Y. Han, “Efficient and fair subchannel allocation based on auction algorithm,” in *Personal, Indoor and Mobile Radio Communications, 2008. PIMRC 2008. IEEE 19th International Symposium on*, 2008, pp. 1–5.
- [97] Y. Gai, P. Gong, J. Lv, and W. Wu, “Auction-Based radio resource allocation for OFDMA systems,” in *Wireless Communications, Networking and Mobile Computing, 2009. WiCom '09. 5th International Conference on*, 2009, pp. 1–4.

- [98] Z. Kong, Y. Kwok, and J. Wang, "Auction-Based scheduling in Non-Cooperative multiuser OFDM systems," in *Vehicular Technology Conference, 2009. VTC Spring 2009. IEEE 69th*, 2009, pp. 1–4.
- [99] T. Forde and L. Doyle, "A combinatorial clock auction for OFDMA-based cognitive wireless networks," in *Wireless Pervasive Computing, 2008. ISWPC 2008. 3rd International Symposium on*, 2008, pp. 329–333.
- [100] P. Viswanath, D. Tse, and R. Laroia, "Opportunistic beamforming using dumb antennas," *Information Theory, IEEE Transactions on*, vol. 48, no. 6, pp. 1277–1294, 2002.
- [101] ITU, "Guidelines for evaluation of radio transmission technologies for IMT-2000," Tech. Rep. Rec. ITU-R M.1225, Aug. 2006.
- [102] H. Ji and C. Huang, "Non-cooperative uplink power control in cellular radio systems," *Wireless Networks*, vol. 4, no. 4, pp. 233–240, 1998.
- [103] V. Shah, N. Mandayam, and D. Goodman, "Power control for wireless data based on utility and pricing," in *Personal, Indoor and Mobile Radio Communications, 1998. The Ninth IEEE International Symposium on*, vol. 3, 1998, pp. 1427–1432 vol.3.
- [104] T. Alpcan, T. Basar, R. Srikant, and E. Altman, "CDMA uplink power control as a noncooperative game," in *Decision and Control, 2001. Proceedings of the 40th IEEE Conference on*, vol. 1, 2001, pp. 197–202 vol.1.
- [105] C. Saraydar, N. Mandayam, and D. Goodman, "Efficient power control via pricing in wireless data networks," *Communications, IEEE Transactions on*, vol. 50, no. 2, pp. 291–303, 2002.
- [106] —, "Pricing and power control in a multicell wireless data network," *Selected Areas in Communications, IEEE Journal on*, vol. 19, no. 10, pp. 1883–1892, 2001.
- [107] N. Feng, S. Mau, and N. Mandayam, "Pricing and power control for joint network-centric and user-centric radio resource management," *Communications, IEEE Transactions on*, vol. 52, no. 9, pp. 1547–1557, 2004.
- [108] Z. Han and K. Liu, "Noncooperative power-control game and throughput game over wireless networks," *Communications, IEEE Transactions on*, vol. 53, no. 10, pp. 1625–1629, 2005.

- [109] W. Yu, G. Ginis, and J. Cioffi, "Distributed multiuser power control for digital subscriber lines," *Selected Areas in Communications, IEEE Journal on*, vol. 20, no. 5, pp. 1105–1115, 2002.
- [110] G. Foschini and Z. Miljanic, "A simple distributed autonomous power control algorithm and its convergence," *Vehicular Technology, IEEE Transactions on*, vol. 42, no. 4, pp. 641–646, 1993.
- [111] E. Altman and Z. Altman, "S-modular games and power control in wireless networks," *Automatic Control, IEEE Transactions on*, vol. 48, no. 5, pp. 839–842, 2003.
- [112] R. Yates, "A framework for uplink power control in cellular radio systems," *Selected Areas in Communications, IEEE Journal on*, vol. 13, no. 7, pp. 1341–1347, 1995.
- [113] M. Xiao, N. Shroff, and E. Chong, "A utility-based power-control scheme in wireless cellular systems," *Networking, IEEE/ACM Transactions on*, vol. 11, no. 2, pp. 210–221, 2003.
- [114] S. Ginde, A. MacKenzie, R. Buehrer, and R. Komali, "A Game-Theoretic analysis of link adaptation in cellular radio networks," *Vehicular Technology, IEEE Transactions on*, vol. 57, no. 5, pp. 3108–3120, 2008.
- [115] J. Pang, G. Scutari, F. Facchinei, and C. Wang, "Distributed power allocation with rate constraints in gaussian parallel interference channels," *Information Theory, IEEE Transactions on*, vol. 54, no. 8, pp. 3471–3489, 2008.
- [116] E. Jorswieck and R. Mochaourab, "Power control game in protected and shared bands: Manipulability of nash equilibrium," in *Game Theory for Networks, 2009. GameNets '09. International Conference on*, 2009, pp. 428–437.
- [117] Y. Su and M. v. D. Schaar, "A new perspective on multi-user power control games in interference channels," *Wireless Communications, IEEE Transactions on*, vol. 8, no. 6, pp. 2910–2919, 2009.
- [118] Y. Su and M. v. d. Schaar, "Conjectural equilibrium in multiuser power control games," *Signal Processing, IEEE Transactions on*, vol. 57, no. 9, pp. 3638–3650, 2009.
- [119] S. Koskie and Z. Gajic, "Signal-to-interference-based power control for wireless networks: A survey, 1992-2005," *Dynamics of Continuous, Discrete and*

- Impulsive Systems Series B: Applications and Algorithms*, vol. 13, no. 2, pp. 187–220, 2006.
- [120] R. Burden and J. D. Faires, *Numerical analysis*, 6th ed. Pacific Grove, CA: Brooks/Cole Pub. Co., 1997.
- [121] M. Pischella and J. Belfiore, “Distributed resource allocation for rate-constrained users in multi-cell OFDMA networks,” *Communications Letters, IEEE*, vol. 12, no. 4, pp. 250–252, 2008.
- [122] L. Godara, “Applications of antenna arrays to mobile communications. I. performance improvement, feasibility, and system considerations,” *Proceedings of the IEEE*, vol. 85, no. 7, pp. 1031–1060, 1997.
- [123] —, “Application of antenna arrays to mobile communications. II. beamforming and direction-of-arrival considerations,” *Proceedings of the IEEE*, vol. 85, no. 8, pp. 1195–1245, 1997.
- [124] J. Chapin and W. Lehr, “COGNITIVE RADIOS FOR DYNAMIC SPECTRUM ACCESS - the path to market success for dynamic spectrum access technology,” *Communications Magazine, IEEE*, vol. 45, no. 5, pp. 96–103, 2007.
- [125] IEEE, “IEEE standard for local and metropolitan area networks part 20: Air interface for mobile broadband wireless access systems supporting vehicular mobility - physical and media access control layer specification,” 2008, IEEE Std 802.20-2008.
- [126] H. Yaghoobi, “Scalable OFDMA physical layer in IEEE 802.16 Wireless-MAN,” *Intel Technology Journal*, vol. 8, no. 3, pp. 201–212, 2004.
- [127] J. G. Andrews, A. Ghosh, and R. Muhamed, *Fundamentals of WiMAX : understanding broadband wireless networking*, ser. Prentice Hall communications engineering and emerging technologies series. Upper Saddle River, NJ: Prentice Hall, 2007.
- [128] K. Begain, G. Rozsa, A. Pfening, and M. Telek, “Performance analysis of GSM networks with intelligent underlay-overlay,” in *Computers and Communications, 2002. Proceedings. ISCC 2002. Seventh International Symposium on*, 2002, pp. 135–141.
- [129] L. Fang and X. Zhang, “Optimal fractional frequency reuse in OFDMA based wireless networks,” in *Wireless Communications, Networking and Mobile Computing, 2008. WiCOM '08. 4th International Conference on*, 2008, pp. 1–4.

- [130] M. Assaad, "Optimal fractional frequency reuse (FFR) in multicellular OFDMA system," in *Vehicular Technology Conference, 2008. VTC 2008-Fall. IEEE 68th*, 2008, pp. 1–5.
- [131] R. Giuliano, C. Monti, and P. Loreti, "WiMAX fractional frequency reuse for rural environments," *Wireless Communications, IEEE*, vol. 15, no. 3, pp. 60–65, 2008.
- [132] H. Jia, Z. Zhang, G. Yu, P. Cheng, and S. Li, "On the performance of IEEE 802.16 OFDMA system under different frequency reuse and subcarrier permutation patterns," in *Communications, 2007. ICC '07. IEEE International Conference on*, 2007, pp. 5720–5725.
- [133] C. Tian, J. Jin, and X. Zhang, "Evaluation of mobile WiMAX system performance," in *Vehicular Technology Conference, 2008. VTC 2008-Fall. IEEE 68th*, 2008, pp. 1–5.
- [134] H. Lei, L. Zhang, X. Zhang, and D. Yang, "A novel Multi-Cell OFDMA system structure using fractional frequency reuse," in *Personal, Indoor and Mobile Radio Communications, 2007. PIMRC 2007. IEEE 18th International Symposium on*, 2007, pp. 1–5.
- [135] L. Sarperi, M. Hunukumbure, and S. Vadgama, "Simulation study of fractional frequency reuse in WiMAX networks," *Fujitsu Scientific and Technical Journal*, vol. 44, no. 3, pp. 318–324, 2008.
- [136] H. Fujii and H. Yoshino, "Theoretical capacity and outage rate of OFDMA cellular system with fractional frequency reuse," in *Vehicular Technology Conference, 2008. VTC Spring 2008. IEEE*, 2008, pp. 1676–1680.
- [137] Y. Zhou and N. Zein, "Simulation study of fractional frequency reuse for mobile WiMAX," in *Vehicular Technology Conference, 2008. VTC Spring 2008. IEEE*, 2008, pp. 2592–2595.
- [138] Y. Chen, W. Wang, T. Li, X. Zhang, and M. Peng, "Fractional frequency reuse in mobile WiMAX," in *Communications and Networking in China, 2008. ChinaCom 2008. Third International Conference on*, 2008, pp. 276–280.
- [139] I. N. Stiakogiannakis and D. I. Kaklamani, "Fractional frequency reuse techniques for multi-cellular WiMAX networks," in *Personal Indoor and Mobile Radio Communications (PIMRC), 2010 IEEE 21st International Symposium on*, 2010, pp. 2432–2437.

- [140] WiMAX Forum, “Mobile system profile specification,” Tech. Rep. WMF-T23-001-R015v01, Aug. 2009.
- [141] L. Jalloul, “Evaluation methodology and performance of an IEEE 802.16e system,” Dec. 2006, IEEE OC ComSig, Distinguished Lecturer Series. [Online]. Available: <http://chapters.comsoc.org/comsig/Evaluation%20IEEE802%2016e%20Jalloul%20Alex.pdf>
- [142] 3GPP, “Spacial channel model for multiple input multiple output (MIMO) simulations,” Tech. Rep. 3GPP TR 25.996 V9.0.0, Dec. 2009.
- [143] I. Stiakogiannakis and D. Kaklamani, “IEEE802.16e – WiMAX: performance analysis of partial and full usage of subchannels under fractional frequency reuse,” in *Wireless Technology Conference, 2009. EuWIT 2009. European*, 2009, pp. 41–44.
- [144] ITU, “Requirements, evaluation criteria and submission templates for the development of IMT-Advanced,” Tech. Rep. ITU-R M.2133, Nov. 2008.
- [145] IEEE, “IEEE standard for local and metropolitan area networks part 16: Air interface for broadband wireless access systems amendment 1: Multiple relay specification,” Jun. 2009, IEEE Std 802.16j-2009 (Amendment to IEEE Std 802.16-2009).
- [146] ———, “IEEE standard for local and metropolitan area networks part 16: Air interface for broadband wireless access systems amendment 3: Advanced air interface,” May 2011, IEEE Std 802.16m-2011 (Amendment to IEEE Std 802.16-2009).
- [147] M. Salem, A. Adinoyi, M. Rahman, H. Yanikomeroglu, D. Falconer, Y. Kim, E. Kim, and Y. Cheong, “An overview of radio resource management in Relay-Enhanced OFDMA-Based networks,” *Communications Surveys & Tutorials, IEEE*, vol. 12, no. 3, pp. 422–438, 2010.
- [148] M. Salem, A. Adinoyi, H. Yanikomeroglu, and D. Falconer, “Opportunities and challenges in OFDMA-Based cellular relay networks: A radio resource management perspective,” *Vehicular Technology, IEEE Transactions on*, vol. 59, no. 5, pp. 2496–2510, 2010.
- [149] H. Deng, Y. Wang, and J. Lu, “Auction based resource allocation for balancing efficiency and fairness in OFDMA relay networks with service differentiation,” in *Vehicular Technology Conference Fall (VTC 2010-Fall), 2010 IEEE 72nd*, 2010, pp. 1–5.

-
- [150] T. Heikkinen and A. Hottinen, “Distributed subchannel assignment in a two-hop network,” *Computer Networks*, vol. 55, no. 1, pp. 33–44, Jan. 2011.
- [151] Y. Xiao, G. Bi, and D. Niyato, “Game theoretic analysis for spectrum sharing with Multi-Hop relaying,” *Wireless Communications, IEEE Transactions on*, vol. 10, no. 5, pp. 1527–1537, 2011.
- [152] O. Tipmongkolsilp, S. Zaghloul, and A. Jukan, “The evolution of cellular backhaul technologies: Current issues and future trends,” *Communications Surveys & Tutorials, IEEE*, vol. 13, no. 1, pp. 97–113, 2011.
- [153] A. Golaup, M. Mustapha, and L. Patanapongpibul, “Femtocell access control strategy in UMTS and LTE,” *Communications Magazine, IEEE*, vol. 47, no. 9, pp. 117–123, 2009.
- [154] D. Niyato and E. Hossain, “A noncooperative Game-Theoretic framework for radio resource management in 4G heterogeneous wireless access networks,” *Mobile Computing, IEEE Transactions on*, vol. 7, no. 3, pp. 332–345, 2008.
- [155] C. Huang, K. Hu, I. Chen, Y. Chen, and H. Chen, “An intelligent resource management scheme for heterogeneous WiFi and WiMAX multi-hop relay networks,” *Expert Systems with Applications*, vol. 37, no. 2, pp. 1134–1142, Mar. 2010.
- [156] C. Han, T. Harrold, S. Armour, I. Krikidis, S. Videv, P. M. Grant, H. Haas, J. S. Thompson, I. Ku, C. Wang, T. A. Le, M. R. Nakhai, J. Zhang, and L. Hanzo, “Green radio: radio techniques to enable energy-efficient wireless networks,” *Communications Magazine, IEEE*, vol. 49, no. 6, pp. 46–54, Jun. 2011.
- [157] M. Dohler, R. Heath, A. Lozano, C. Papadias, and R. Valenzuela, “Is the PHY layer dead?” *Communications Magazine, IEEE*, vol. 49, no. 4, pp. 159–165, 2011.

Παράρτημα Α

Δημοσιεύσεις

Δημοσιεύσεις σε διεθνή επιστημονικά περιοδικά

- [1] I. N. Stiakogiannakis and D. I. Kaklamani, “A radio resource management framework for multi-user multi-cell OFDMA networks based on game theory,” *Wireless Personal Communications*, submitted for publication.
- [2] I. N. Stiakogiannakis, G. A. Athanasiadou, G. V. Tsoulos, and D. I. Kaklamani, “Performance analysis of fractional frequency reuse for multi-cell WiMAX networks based on site-specific propagation modelling,” *Antennas and Propagation Magazine, IEEE*, submitted for publication.
- [3] I. N. Stiakogiannakis and D. I. Kaklamani, “A subcarrier allocation algorithm for multiuser OFDMA based on combinatorial auctions,” *Computer Communications*, submitted for publication.
- [4] D. Zarbouti, I. Stiakogiannakis, G. Tsoulos, G. Athanasiadou, and D. Kaklamani, “OFDMA techniques in multicellular networks with total frequency reuse,” *Computer Communications*, vol. 32, no. 3, pp. 522–530, Feb. 2009.

Δημοσιεύσεις στα πρακτικά διεθνών επιστημονικών συνεδριών

- [1] I. N. Stiakogiannakis and D. I. Kaklamani, “A combinatorial auction based subcarrier allocation algorithm for multiuser OFDMA,” in *Vehicular Technology Conference (VTC Spring), 2011 IEEE 73rd*. IEEE, May 2011, pp. 1–5.

- [2] —, “Fractional frequency reuse techniques for multi-cellular WiMAX networks,” in *Personal Indoor and Mobile Radio Communications (PIMRC), 2010 IEEE 21st International Symposium on*, 2010, pp. 2432–2437.
- [3] I. Stiakogiannakis and D. Kaklamani, “IEEE802.16e – WiMAX: performance analysis of partial and full usage of subchannels under fractional frequency reuse,” in *Wireless Technology Conference, 2009. EuWIT 2009. European*, 2009, pp. 41–44.
- [4] D. Zarbouti, I. Stiakogiannakis, G. Tsoulos, G. Athanasiadou, and D. Kaklamani, “Performance evaluation of OFDMA techniques in multicellular networks,” in *Personal, Indoor and Mobile Radio Communications, 2008. PIMRC 2008. IEEE 19th International Symposium on*, 2008, pp. 1–5.
- [5] I. Stiakogiannakis, D. Zarbouti, G. Tsoulos, and D. Kaklamani, “Subcarrier allocation algorithms for multicellular OFDMA networks without channel state information,” in *Wireless Pervasive Computing, 2008. ISWPC 2008. 3rd International Symposium on*, 2008, pp. 73–77.

Αναφορές από τρίτους

- [1] A. S. Afolabi, E. Munkbat, C. Ohta, and H. Tamaki, “Fair resource partitioning between Cell-Center and Cell-Edge of FFR-Based Multi-Tier wireless access networks,” in *2011 7th International Conference on Wireless Communications, Networking and Mobile Computing (WiCOM)*. IEEE, Sep. 2011, pp. 1–4.
- [2] F. Yang, W. Chen, T. Cheng, and J. C. Wu, “A study of QoS guarantee and fairness based on cross-layer channel state in worldwide interoperability for microwave access,” *International Journal of Communication Systems*, Jul. 2011.
- [3] H. Ahmadi, Y. H. Chew, and C. C. Chai, “Multicell multiuser OFDMA dynamic resource allocation using ant colony optimization,” in *Vehicular Technology Conference (VTC Spring), 2011 IEEE 73rd*. IEEE, May 2011, pp. 1–5.
- [4] M. Veyseh, J. Garcia-Luna-Aceves, and H. R. Sadjadpour, “Cross-Layer channel allocation protocol for OFDMA ad hoc networks,” in *GLOBECOM 2010, 2010 IEEE Global Telecommunications Conference*, Dec. 2010, pp. 1–6.

- [5] M. Veysseh, J. Garcia-Luna-Aceves, and H. Sadjadpour, "Adaptive diversity based spectrum allocation in single-radio wireless ad hoc networks," in *Mobile Adhoc and Sensor Systems (MASS), 2010 IEEE 7th International Conference on*, Nov. 2010, pp. 232–241.
- [6] C. P. Karathanos, "Optimal resource allocation and user assignment in integrated cellular OFDMA/WLAN networks," Diploma Dissertation, National Technical University of Athens, Athens, Greece, Nov. 2010. [Online]. Available: <http://artemis.cslab.ntua.gr/Dienst/UI/1.0/Display/artemis.ntua.ece/DT2010-0289>
- [7] M. Veysseh, J. J. Garcia-Luna-Aceves, and H. R. Sadjadpour, "Multi-user diversity in single-radio OFDMA ad hoc networks based on gibbs sampling," in *MILITARY COMMUNICATIONS CONFERENCE, 2010 - MILCOM 2010*, Oct. 2010, pp. 104–109.
- [8] H. Galeana-Zapien and R. Ferrus, "Design and evaluation of a Backhaul-Aware base station assignment algorithm for OFDMA-Based cellular networks," *Wireless Communications, IEEE Transactions on*, vol. 9, no. 10, pp. 3226–3237, Oct. 2010.
- [9] F. Yang, T. Cheng, J. Wu, and W. Chen, "A Cross-Layer subcarrier allocation scheme with QoS guarantee and fairness in IEEE 802.16e system," in *Systems and Networks Communications (ICSNC), 2010 Fifth International Conference on*, Aug. 2010, pp. 362–367.
- [10] J. Garcia-Luna-Aceves, A. Ephremides, M. Gerla, A. Goldsmith, M. Medard, K. Obraczka, H. Sadjadpour, N. Vaidya, and P. Varaiya, "DAWN: dynamic ad-hoc wireless networks," University of California, Santa Cruz, Interim Technical Report, Jul. 2009, prepared for: U.S. Army Research Office Grant No: W911NF-05-1-0246. [Online]. Available: <http://ccrg.soe.ucsc.edu/DAWN/DAWN2009.pdf>