

ΤΕΧΝΟΛΟΓΙΚΟ ΕΚΠΑΙΔΕΥΤΙΚΟ ΙΔΡΥΜΑ ΚΡΗΤΗΣ

ΠΑΡΑΡΤΗΜΑ ΧΑΝΙΩΝ

ΤΜΗΜΑ ΗΛΕΚΤΡΟΝΙΚΗΣ



ΠΤΥΧΙΑΚΗ ΕΡΓΑΣΙΑ

**«New Directions in Wireless Communications
Research: Cognitive Radio, Coded Bidirectional
Relaying and Minimum Cost Subgraph Algorithms»**

**«Νέες Κατευθύνσεις στην Έρευνα των Ασύρματων
Επικοινωνιών: Γνωσιακή Ραδιοεπικοινωνία,
Κωδικοποιημένη Αμφίδρομη Αναμετάδοση, και
Ελαχίστου Κόστους Αλγόριθμοι Υπογραφήματος»**

του Περακάκη Κωνσταντίνου (Α.Μ.: 3707)

Επιβλέπων

Δρ. Κόκκινος Ευάγγελος

Χανιά, 2012

Περιεχόμενα

ΠΕΡΙΛΗΨΗ-ABSTRACT	5
1. ΕΙΣΑΓΩΓΗ	7
2. Η γνωσιακή ραδιοεπικοινωνία: Από την θεωρία στην πράξη στην εφαρμοσμένη μηχανική του δικτύου	11
Ekram Hossain, Long Le, Natasha Devroye, and Mai Vu	
2.1 Εισαγωγή.....	11
2.2 Πληροφορίες-θεωρητικά όρια των γνωσιακών δικτύων.....	13
2.2.1 Η γνωσιακή συμπεριφορά: Η αποφυγή της παρεμβολής, του ελέγχου και του μετριασμού.....	14
2.2.2 Πληροφορίες - Βασικές Θεωρίες.....	16
2.2.3 Η αποφυγή της παρεμβολής: Το φάσμα παρεμβαίνει.....	17
2.2.4 Ο έλεγχος της παρεμβολής: Το υπόστρωμα του φάσματος.....	19
2.2.5 Ο μετριασμός της παρεμβολής: Η υπέρθεση του φάσματος.....	23
2.3 Η γνωσιακή ανίχνευση με τις επιπρόσθετες πληροφορίες.....	31
2.4 Η ανάλυση της παρεμβολής.....	34
2.4.1 Ένα δίκτυο με τα αναγνωριστικά σήματα.....	35
2.4.2 Ένα δίκτυο με τις αρχικές αποκλειστικές περιοχές.....	36
2.5 Η πρακτική του γνωσιακού δικτύου στην εφαρμοσμένη μηχανική: Η προσέγγιση του ελέγχου της παρεμβολής.....	38
2.5.1 Η περίπτωση της ενιαίας κεραίας.....	40
2.5.2 Η περίπτωση της πολλαπλής κεραίας.....	43
2.6 Η πρακτική του γνωσιακού δικτύου στην εφαρμοσμένη μηχανική: Η προσέγγιση της αποφυγής της παρεμβολής.....	44
2.6.1 Η μονοαλματική περίπτωση.....	44
2.6.2 Η πολυαλματική περίπτωση.....	56
2.7 Συμπεράσματα.....	57
3. Η κωδικοποιημένη αμφίδρομη αναμετάδοση στα ασύρματα δίκτυα Petar Popovski and Toshiaki Koike-Akino.....	59
3.1 Εισαγωγή.....	59
3.2 Προκαταρκτικά.....	62
3.3 Η αμφίδρομη αναμετάδοση με την αποκωδικοποίηση στον αναμεταδότη	64
3.3.1 Η φάση της ανερχόμενης ζεύξης.....	65
3.3.2 Η φάση της ευρυεκπομπής.....	67
3.3.3 Οι βελτιωμένες στρατηγικές της ευρυεκπομπής.....	68
3.3.4 Η αριθμητική εικονογράφηση.....	75
3.4 Η αμφίδρομη αναμετάδοση χωρίς αποκωδικοποίηση στον αναμεταδότη...	77

3.4.1 Αναμετάδοση με ενίσχυση και προώθηση (AF)	78
3.4.2 Απομάκρυνση του θορύβου και προώθηση (DNF)	79
3.4.3 Αναμετάδοση με συμπίεση και προώθηση (CF)	83
3.4.4 Η αριθμητική εικονογράφηση και οι παραλλαγές	85
3.5 Η επίτευξη των αμφίδρομων ρυθμών με τους σύνθετους κώδικες	87
3.5.1 Οι κώδικες ελέγχου ισοτιμίας για τα δυαδικά συμμετρικά κανάλια. . .	87
3.5.2 Το Γκαουσιανό κανάλι	89
3.6 Η σηματοδότηση των "αστερισμών" για τα πεπερασμένα μήκη των πακέτων	95
3.6.1 Η απομάκρυνση του θορύβου με XOR	95
3.6.2 Η προσαρμογή της απομάκρυνσης του θορύβου με τον πενταδικό αριθμό των στοιχείων του συνόλου	97
3.6.3 Η απόδοση του διατερματικού ρυθμού απόδοσης	98
3.7 Συμπεράσματα	99
4. Ελαχίστου κόστους αλγόριθμοι υπογραφήματος για τις στατικές και τις δυναμικές πολυεκπομπές με την κωδικοποίηση του δικτύου	101
Fang Zhao, Muriel Médard, Desmond Lun, and Asuman Ozdaglar	
4.1 Εισαγωγή	101
4.2 Η διατύπωση του προβλήματος	105
4.2.1 Τα ενσύρματα δίκτυα	106
4.2.2 Τα ασύρματα δίκτυα	109
4.3 Ελαχίστου κόστους αλγόριθμοι αποκεντρωμένου υπογραφήματος για την στατική πολυεκπομπή	113
4.3.1 Η μέθοδος της υποβάθμισης για την βελτιστοποίηση του αποκεντρωμένου υπογραφήματος	113
4.3.2 Η ανάλυση του ρυθμού της σύγκλισης	119
4.3.3 Η αρχικοποίηση και η ανάκτηση της πρωταρχική λύσης	127
4.3.4 Τα αποτελέσματα της προσομοίωσης	131
4.4 Ελαχίστου κόστους αλγόριθμοι υπογραφήματος για τις δυναμικές πολυεκπομπές	137
4.4.1 Μη επαναδιευθετήσιμος αλγόριθμος	137
4.4.2 Οι επαναδιευθετήσιμοι αλγόριθμοι	140
4.4.3 Τα αποτελέσματα της προσομοίωσης	145
4.5 Συμπεράσματα	148
5. ΣΥΜΠΕΡΑΣΜΑΤΑ	150
ΒΙΒΛΙΟΓΡΑΦΙΑ - ΣΥΝΔΕΣΜΟΙ	152

ΠΕΡΙΛΗΨΗ

Η παρούσα πτυχιακή εργασία βασίζεται στο ερευνητικό βιβλίο “New Directions in Wireless Communications Research” από τον εκδότη Vahid Tarokh. Πιο συγκεκριμένα, περιγράφεται η γνωσιακή ραδιοεπικοινωνία (Cognitive Radio) η οποία θα βελτιώσει την χρήση του φάσματος στα συστήματα της ασύρματης επικοινωνίας. Επίσης, περιγράφονται οι τρεις διαφορετικοί τύποι της γνωσιακής ραδιοεπικοινωνίας, δηλαδή η αποφυγή της παρεμβολής, ο έλεγχος της παρεμβολής και ο μετριασμός της παρεμβολής. Στην συνέχεια, ασχολούμαστε με την κωδικοποιημένη αμφίδρομη αναμετάδοση στα ασύρματα δίκτυα. Η κωδικοποιημένη αμφίδρομη αναμετάδοση έχει δυο περιπτώσεις. Η πρώτη περίπτωση είναι η αμφίδρομη αναμετάδοση με την αποκωδικοποίηση στον αναμεταδότη η οποία έχει δυο τεχνικές: την Decode-and-Forward (DF) και την Joint-Decode-and-Forward (JDF). Η δεύτερη περίπτωση είναι η αμφίδρομη αναμετάδοση χωρίς αποκωδικοποίηση στον αναμεταδότη η οποία έχει τρεις τεχνικές: 1. Amplify-and-Forward (AF), 2. Denoise-and-Forward (DNF) 3. Compress-and-Forward (CF). Τέλος, αναφερόμαστε στο ελάχιστο κόστος των αλγόριθμων υπογραφήματος για τις στατικές και για τις δυναμικές πολυεκπομπές με την κωδικοποίηση του δικτύου. Για την στατική πολυεκπομπή χρησιμοποιήθηκαν οι καταναμημένοι αλγόριθμοι (distributed algorithms) για να βρεθεί το ελάχιστο κόστος του υπογραφήματος. Για την δυναμική πολυεκπομπή χρησιμοποιήθηκαν οι μη επαναδιευθετήσιμοι και επαναδιευθετήσιμοι αλγόριθμοι (nonrearrangeable and rearrangeable algorithms) για να βρεθεί το ελάχιστο κόστος του υπογραφήματος.

ABSTRACT

This diploma thesis is based in the research book “New Directions in Wireless Communications Research” by the editor Vahid Tarokh. More concretely, is described the cognitive radio which will improve the use of spectrum in wireless communication systems. Also, are described the three different types of cognitive radio, namely interference avoidance, interference control, and interference mitigation. Then, we deal with coded bidirectional relaying in wireless networks. The coded bidirectional relaying has two cases. The first case is the two-way relaying with decoding at the relay which has two techniques: Decode-and-Forward (DF) and Joint-Decode-and-Forward (JDF). The second case is the two-way relaying without decoding at the relay which has three techniques: 1. Amplify-and-Forward (AF), 2. Denoise-and-Forward (DNF) 3. Compress-and-Forward (CF). Finally, we refer to the minimum cost subgraph algorithms for static and dynamic multicasts with network coding. For static multicast distributed algorithms were used to find the minimum cost subgraph. For dynamic multicast nonrearrangement and rearrangement algorithms were used to find the minimum cost subgraph.

ΕΥΧΑΡΙΣΤΙΕΣ

Στο σημείο αυτό, θα ήθελα να ευχαριστήσω τον επιβλέποντα καθηγητή, κ. Κόκκινο Ευάγγελο, για την καθοδήγηση και την πολύτιμη βοήθεια του σε όλα τα στάδια της παρούσας πτυχιακής εργασίας, καθώς επίσης θα ήθελα να ευχαριστήσω τους γονείς μου για την βοήθεια και την συμπαράσταση που μου παρείχαν σε όλη την διάρκεια των σπουδών μου.

Κεφάλαιο 1

Εισαγωγή

Το κεφάλαιο αυτό αναφέρεται συνοπτικά σε καποιές βασικές και γενικές πληροφορίες για την γνωσιακή ραδιοεπικοινωνία και για την κωδικοποιημένη αμφίδρομη αναμετάδοση στα ασύρματα δίκτυα. Επίσης, αναφέρεται στο ελάχιστο κόστος των αλγόριθμων υπογραφήματος για τις στατικές και για τις δυναμικές πολυεκπομπές με την κωδικοποίηση του δικτύου.

Αρχικά, η γνωσιακή ραδιοεπικοινωνία (Cognitive Radio) είναι μια μορφή ασύρματης επικοινωνίας στην οποία ένας πομποδέκτης μπορεί έξυπνα να ανιχνεύσει ποια κανάλια επικοινωνίας είναι σε λειτουργία και ποια όχι, και αμέσως κινείται στα κενά κανάλια αποφεύγοντας τα κατειλημμένα. Αυτό βελτιστοποιεί τη χρήση των διαθέσιμων ραδιοσυχνοτήτων (RF) του φάσματος ελαχιστοποιώντας ταυτόχρονα τις παρεμβολές σε άλλους χρήστες. Ο ρόλος του Cognitive Radio είναι ότι μπορεί να αντιληφθεί τότε ένα ιδιαίτερο τμήμα του ραδιοφάσματος είναι σε χρήση, και να μεταπηδήσει σε άλλο τμήμα προσωρινά αχρησιμοποίητο χωρίς να παρεμβάλλεται στην εκπομπή άλλων εξουσιοδοτημένων χρηστών. Ο στόχος του είναι να αυξήσει τη χρησιμοποίηση του φάσματος με την αξιοποίηση του αχρησιμοποίητου φάσματος σ' ένα δυναμικά μεταβαλλόμενο περιβάλλον. Η έννοια του Cognitive Radio εισήχθη για τη βελτίωση της χρήσης του φάσματος συχνοτήτων σε ασύρματα δίκτυα. Η βασική ιδέα είναι να επιτραπεί στους χρήστες χωρίς άδεια (unlicensed users) να κάνουν χρήση αδειοδοτημένων (licensed) συχνοτήτων, υπό την προϋπόθεση ότι μπορεί να εξασφαλιστεί η ελαχιστοποίηση των παρεμβολών που μπορεί να γίνει αντιληπτή από τους πρωταρχικούς χρήστες. Στην ουσία, το Cognitive Radio είναι μια τεχνολογία ευρείας διάδοσης που έχει την δυνατότητα από την μια να αυξήσει τη χρησιμοποίηση του φάσματος και από την άλλη να παρέχει την επιθυμητή προστασία έναντι των παρεμβολών σε αδειοδοτημένα συστήματα.

Επίσης, περιγράφονται οι τρεις διαφορετικοί τύποι της γνωσιακής ραδιοεπικοινωνίας, δηλαδή η αποφυγή της παρεμβολής, ο έλεγχος της παρεμβολής και ο μετριασμός της παρεμβολής. Πιο συγκεκριμένα, η αποφυγή της παρεμβολής απαιτεί την ανίχνευση του φάσματος και οι δευτεροβάθμιοι χρήστες επιτρέπεται να έχουν πρόσβαση σε συγκεκριμένη ζώνη του φάσματος μόνο εάν οι αρχικοί χρήστες δεν ανιχνεύονται σ' εκείνη την ζώνη. Ο έλεγχος της παρεμβολής επιτρέπει στους αρχικούς και στους δευτεροβάθμιους χρήστες

να εκπέμπουν ταυτόχρονα στην ίδια ζώνη συχνότητας. Ο μετριάσμος της παρεμβολής επιτρέπει στον γνωσιακό χρήστη να εκπέμπει μέσω του ίδιου του φάσματος με τον αρχικό χρήστη, αλλά χρησιμοποιεί την πρόσθετη γνώση για να μετριάσει την παρεμβολή που προκαλεί στον αρχικό δέκτη και την παρεμβολή που δέχεται ο γνωσιακός δέκτης από τον αρχικό πομπό.

Στην συνέχεια, ασχολούμαστε με την κωδικοποιημένη αμφίδρομη αναμετάδοση στα ασύρματα δίκτυα. Η κωδικοποιημένη αμφίδρομη αναμετάδοση (Coded Bidirectional Relaying) είναι μια νέα τοπολογία, που εφαρμόζεται σ' ένα ασύρματο πλαίσιο, χρησιμοποιεί την broadcast, καθώς και την αποθήκευση των δεδομένων (για την αποκωδικοποίηση). Η κωδικοποιημένη αμφίδρομη αναμετάδοση έχει δυο περιπτώσεις. Η πρώτη περίπτωση είναι η αμφίδρομη αναμετάδοση με την αποκωδικοποίηση στον αναμεταδότη η οποία έχει δυο τεχνικές: την Decode-and-Forward (DF) και την Joint-Decode-and-Forward (JDF). Και οι δύο τεχνικές αποτελούνται από μια φάση uplink και μια φάση broadcast. Η δεύτερη περίπτωση είναι η αμφίδρομη αναμετάδοση χωρίς αποκωδικοποίηση στον αναμεταδότη όπου ο αναμεταδότης δεν είναι ο προβλεπόμενος προορισμός των δεδομένων από την πηγή και ως εκ τούτου δεν αποκωδικοποιεί τα δεδομένα. Στην αμφίδρομη αναμετάδοση χωρίς αποκωδικοποίηση στον αναμεταδότη υπάρχουν τρεις τεχνικές και είναι οι εξής: 1. Amplify-and-Forward (AF), 2. Denoise-and-Forward (DNF) 3. Compress-and-Forward (CF). Η τεχνική Amplify-and-Forward (AF) είναι μια τεχνική που επιτρέπει στο σταθμό αναμετάδοσης να ενισχύσει το σήμα που λαμβάνει από τον κόμβο πηγής και να το μεταδώσει προς στο σταθμό προορισμού. Η τεχνική Denoise-and-Forward (DNF), εφαρμόζεται ως "σημείο εκκίνησης", δεδομένου ότι περικλείει την παρεμβολή με τη χρήση της κωδικοποίησης του δικτύου, όπου τα σήματα προστίθενται στο ασύρματο μέσο. Έτσι, Η DNF χρησιμοποιεί τη διαμόρφωση BPSK (Binary Phase-Shift Keying) και ένα απλό σχέδιο αναμετάδοσης στο οποίο υπάρχουν δύο τελικοί κόμβοι οι οποίοι επικοινωνούν μέσω ενός κόμβου αναμετάδοσης. Γενικά, αποκαλούμε τεχνική DNF την περίπτωση όπου ο θόρυβος μετριάζεται, αλλά το σήμα δεν αποκωδικοποιείται. Η τεχνική Compress-and-Forward (CF) είναι μια τεχνική που επιτρέπει στον αναμεταδότη να συμπίεσει το σήμα που λαμβάνει από τον κόμβο πηγής και να το μεταδώσει στο προορισμό χωρίς αποκωδικοποίηση του σήματος.

Ακόμη, αναφερόμαστε στο ελάχιστο κόστος των αλγόριθμων υπογραφήματος (subgraph) για τις στατικές και για τις δυναμικές πολυεκπομπές με την κωδικοποίηση του δικτύου. Η κωδικοποίηση του δικτύου (network coding) είναι μια τεχνική στην οποία οι κόμβοι ενός δικτύου αντί απλά να αναμεταδώσουν τα πακέτα των πληροφοριών που λαμβάνουν, θα πάρουν διάφορα πακέτα και θα τα συνδυάσουν με σκοπό τη μετάδοση. Αυτό μπορεί να χρησιμοποιηθεί για να επιτύχει τη μέγιστη πιθανή ροή των

πληροφοριών σ' ένα δίκτυο. Η κωδικοποίηση του δικτύου είναι ένας τομέας της θεωρίας των πληροφοριών (είναι ένας κλάδος που αφορά την ποσοτικοποίηση των δεδομένων και αναπτύχθηκε από τον Claude Shannon E.) και της θεωρίας της κωδικοποίησης. Η θεωρία της πληροφορίας ασχολείται με τη "μέτρηση" της πληροφορίας. Σχετικό πεδίο είναι η θεωρία της κωδικοποίησης (coding theory), που χρησιμοποιείται για τη σχεδίαση αποδοτικών και αξιόπιστων μεθόδων μετάδοσης και αποθήκευσης δεδομένων.

Επιπλέον, εστιάζουμε στην εύρεση του ελαχίστου κόστους του υπογραφήματος που επιτρέπει την σύνδεση της δεδομένης πολυεκπομπής (multicast είναι μια απλή ροή δεδομένων δηλαδή ένα σύνολο από πακέτα που μεταδίδεται ταυτόχρονα σε επιλεγμένα πολλαπλά συστήματα που έχουν ενταχθεί στην κατάλληλη ομάδα της πολυεκπομπής) να καθιερωθεί με την κατάλληλη κωδικοποίηση μέσω των κωδικοποιημένων πακέτων του δικτύου. Όταν η κωδικοποίηση επιτρέπεται, το πρόβλημα του ελαχίστου κόστους του υπογραφήματος μπορεί να διατυπωθεί ως το πρόβλημα του γραμμικού προγραμματισμού (LP), και εξετάζουμε τους αλγόριθμους για να το λύσουμε και στις στατικές και στις δυναμικές πολυεκπομπές

Με την στατική πολυεκπομπή, αναφερόμαστε στην περίπτωση όπου μια σύνδεση αποκαθιστάται για το χρήστη μιας ομάδας της πολυεκπομπής της οποίας τα μέλη μένουν σταθερά σε όλη τη διάρκεια της σύνδεσης. Στην στατική πολυεκπομπή χρησιμοποιήθηκαν οι κατανεμημένοι αλγόριθμοι (distributed algorithms) για να βρεθεί το ελάχιστο κόστος του υπογραφήματος. Συγκεκριμένα, παρουσιάζουμε το πρόβλημα του ελαχίστου κόστους του υπογραφήματος για την κωδικοποίηση του δικτύου το οποίο έχει δυο διατυπώσεις, την ενσύρματη και την ασύρματη οι οποίες δίνουνε αφορμή για δύο διαφορετικούς κατανεμημένους αλγόριθμους. Ο ένας κατανεμημένος αλγόριθμος μας δίνει ένα θεωρητικό όριο για την σύγκλιση του ρυθμού της πρωταρχικής λύσης. Ο άλλος κατανεμημένος αλγόριθμος παράγει ένα εφικτό υπογράφημα μετά από κάθε επανάληψη, το οποίο μας επιτρέπει να αρχίσει η πολυεκπομπή με ελάχιστη καθυστέρηση.

Με την δυναμική πολυεκπομπή, αναφερόμαστε στους χρήστες που μπορούν να προσχωρήσουν ή να αφήσουν την ομάδα της πολυεκπομπής οποιαδήποτε στιγμή κατά τη διάρκεια της συνόδου. Δηλαδή, παρουσιάζουμε τους αλγόριθμους που προσαρμόζονται στην απαίτηση της ομάδας της πολυεκπομπής, και συγχρόνως, ελαχιστοποιούν τις διακοπές στους υπάρχοντες χρήστες. Όταν τα μέλη της ομάδας της πολυεκπομπής αλλάζουν, θέλουμε να ελαχιστοποιήσουμε τη διακοπή στους υπάρχοντες χρήστες της ομάδας περιορίζοντας και τις επαναδιευθετήσεις της σύνδεσης και τις επαναδιευθετήσεις του κώδικα. Για την δυναμική πολυεκπομπή χρησιμοποιήθηκαν οι μη επαναδιευθετήσιμοι και επαναδιευθετήσιμοι

αλγόριθμοι (nonrearrangeable and rearrangeable algorithms) για να βρεθεί το ελάχιστο κόστος του υπογραφήματος. Συγκεκριμένα, παρουσιάζουμε έναν μη επαναδιευθετήσιμο αλγόριθμο για να λύσουμε την μη επαναδιευθετήσιμη έκδοση του προβλήματος της δυναμικής πολυεκπομπής. Επίσης, παρουσιάζουμε τους τρεις επαναδιευθετήσιμους αλγόριθμους για να λύσουμε την επαναδιευθετήσιμη έκδοση. Αυτοί οι αλγόριθμοι είναι: ο αλγόριθμος MLR (Minimal Link Rearrangement), ο αλγόριθμος LMC (Limiting Multicast Cost) και ο αλγόριθμος α -Scaled.

Κεφάλαιο 2

Η γνωσιακή ραδιοεπικοινωνία: Από την θεωρία στην πράξη στην εφαρμοσμένη μηχανική του δικτύου

2.1 Εισαγωγή

Σύμφωνα με τη χρησιμοποίηση του φάσματος της ραδιοεπικοινωνίας στα παραδοσιακά ασύρματα συστήματα επικοινωνιών [29], μαζί με το αυξανόμενο φάσμα η απαίτηση από τις αναδυόμενες ασύρματες εφαρμογές, οδηγεί στην ανάπτυξη των νέων πολιτικών της κατανομής του φάσματος για τις ασύρματες επικοινωνίες. Αυτές οι νέες πολιτικές της κατανομής του φάσματος, θα επιτρέψουν στους μη αδειοδοτημένους χρήστες (δηλαδή, δευτεροβάθμιους χρήστες) να έχουν πρόσβαση στο φάσμα της ραδιοεπικοινωνίας όταν δεν καταλαμβάνεται από τους αδειοδοτημένους χρήστες (δηλαδή, αρχικούς χρήστες) και θα αξιοποιηθεί από την τεχνολογία της *γνωσιακής ραδιοεπικοινωνίας*. Η γνωσιακή ραδιοεπικοινωνία θα βελτιώσει τη χρησιμοποίηση του φάσματος στα ασύρματα συστήματα των επικοινωνιών φιλοξενώντας το αυξανόμενο ποσό των υπηρεσιών και των εφαρμογών στα ασύρματα δίκτυα. Ένας πομποδέκτης της γνωσιακής ραδιοεπικοινωνίας είναι σε θέση να προσαρμοστεί στο δυναμικό περιβάλλον της ραδιοεπικοινωνίας και στις παραμέτρους των δικτύων για να μεγιστοποιήσει τη χρησιμοποίηση των περιορισμένων πόρων της ραδιοεπικοινωνίας παρέχοντας την ευελιξία στην ασύρματη πρόσβαση [42]. Τα κύρια χαρακτηριστικά ενός πομποδέκτη της γνωσιακής ραδιοεπικοινωνίας περιλαμβάνουν τη συνειδητοποίηση του περιβάλλοντος της ραδιοεπικοινωνίας (από άποψη της χρήσης του φάσματος της ραδιοεπικοινωνίας, της φασματικής πυκνότητας της ισχύος που εκπέμπουν / που λαμβάνουν σήματα, το ασύρματο πρωτόκολλο της σηματοδότησης) και η νοημοσύνη. Αυτή η νοημοσύνη επιτυγχάνεται μέσω της εκμάθησης για μια προσαρμοστική ρύθμιση των παραμέτρων του συστήματος όπως η ισχύς εκπομπής, η φέρουσα συχνότητα, και η στρατηγική διαμόρφωσης (στο φυσικό επίπεδο), και το ανώτερο επίπεδο των παραμέτρων του πρωτοκόλλου.

Η υλοποίηση μιας γνωσιακής ραδιοεπικοινωνίας θα βασιστεί στην έννοια της δυναμικής πρόσβασης του φάσματος (DSA). Μέσω DSA, το φάσμα της συχνότητας μπορεί να μοιραστεί μεταξύ των αρχικών χρηστών και των χρηστών της γνωσιακής ραδιοεπικοινωνίας (δηλαδή, δευτεροβάθμιους χρήστες) σ' ένα δυναμικά μεταβαλλόμενο περιβάλλον της ραδιοεπικοινωνίας. Υπάρχουν δύο σημαντικά είδη της δυναμικής πρόσβασης του φάσματος: η δυναμική χορήγηση αδειών (για τη δυναμική αποκλειστική χρήση του φάσματος της ραδιοεπικοινωνίας) και η δυναμική κατανομή (για τη συνύπαρξη) [3,116]. Η δυναμική κατανομή μπορεί να είναι δύο τύπων: η οριζόντια κατανομή του φάσματος και η κάθετη κατανομή του φάσματος. Στην προηγούμενη περίπτωση, όλοι οι χρήστες / οι κόμβοι έχουν ίσο κανονιστικό καθεστώς ενώ στην τελευταία περίπτωση όλοι οι χρήστες / οι κόμβοι δεν έχουν ίσο κανονιστικό καθεστώς (δηλαδή, υπάρχουν αρχικοί χρήστες και δευτεροβάθμιοι χρήστες) και οι δευτεροβάθμιοι χρήστες καιροσκοπικά να έχουν πρόσβαση στο φάσμα χωρίς να επηρεαστεί αρνητικά η πρωτογενής απόδοση των χρηστών.

Σε αυτό το κεφάλαιο εστιάζουμε στην κάθετη κατανομή του φάσματος σ' ένα δίκτυο γνωσιακής ραδιοεπικοινωνίας. Ειδικότερα, περιγράφουμε τις πρόσφατες πληροφορίες - θεωρητικές προόδους που αναφέρονται στα όρια τέτοιων δικτύων. Η θεωρία των πληροφοριών παρέχει ένα ιδανικό πλαίσιο τόσο καλό όσο τα εργαλεία και οι μετρήσεις για την ανάλυση των θεμελιωδών ορίων της επικοινωνίας. Τα όρια που λαμβάνονται προσφέρουν σημεία αναφοράς για την λειτουργία των γνωσιακών δικτύων, επιτρέποντας στους ερευνητές και στους μηχανικούς να μετρήσουν την αποτελεσματικότητα οποιουδήποτε πρακτικού δικτύου και να καθοδηγήσουν στον σχεδιασμό τους. Η ανίχνευση του φάσματος είναι μια από τις σημαντικότερες λειτουργίες της γνωσιακής ραδιοεπικοινωνίας ο στόχος της οποίας είναι να καθορίσει την δραστηριότητα των αδειοδοτημένων χρηστών περιοδικά παρατηρώντας τα σήματα σχετικά με τον στόχο στις ζώνες συχνότητας. Συζητάμε μερικά θεωρητικά αποτελέσματα για την επίδραση των επιπρόσθετων πληροφοριών (π.χ., οι χωρικές θέσεις των χρηστών, η πιθανότητα μετάδοσης των αρχικών χρηστών) για την απόδοση της γνωσιακής ανίχνευσης. Η ανάλυση της παρεμβολής απαιτείται για να σχεδιάσει τις παραμέτρους της γνωσιακής ραδιοεπικοινωνίας έτσι ώστε ο αντίκτυπος της παρεμβολής στους αρχικούς χρήστες να μπορεί να ελαχιστοποιηθεί. Παρέχουμε τα παραδείγματα αυτής της ανάλυσης των παρεμβολών σ' ένα σύστημα της γνωσιακής ραδιοεπικοινωνίας.

Για τον σκοπό αυτό, θα συζητηθούν οι πρακτικές πτυχές της εφαρμογής της κάθετης κατανομής του φάσματος απασχολώντας είτε έναν έλεγχο της παρεμβολής είτε μια προσέγγιση αποφυγής της παρεμβολής και συζητάμε τις ανοικτές ερευνητικές προκλήσεις. Μια προσέγγιση αποφυγής των παρεμβολών απαιτεί την ανίχνευση του φάσματος και οι δευτεροβάθμιοι

χρήστες επιτρέπεται να έχουν πρόσβαση σε συγκεκριμένη ζώνη του φάσματος μόνο εάν οι αρχικοί χρήστες δεν ανιχνεύονται σ' εκείνη την ζώνη από ορισμένη τεχνική ανίχνευσης [84,98]. Μια προσέγγιση ελέγχου των παρεμβολών επιτρέπει στους αρχικούς και στους δευτεροβάθμιους χρήστες να εκπέμπουν ταυτόχρονα στην ίδια ζώνη συχνότητας. Οι αρμοδιότητες της μετάδοσης των δευτεροβάθμιων χρηστών, ωστόσο, πρέπει να ελεγχθούν προσεκτικά έτσι ώστε η συνολική παρεμβολή που δημιουργείται από τους δευτεροβάθμιους χρήστες σε κάθε αρχικό δέκτη να είναι μικρότερη από το μέγιστο ανεκτό επίπεδο. Στην πραγματικότητα, αυτό το μέγιστο επίπεδο της παρεμβολής αντιστοιχεί σε μια παρεμβολή του ορίου της θερμοκρασίας η οποία έχει εντολή από FCC ή/και τους αρχικούς χειριστές του δικτύου.

Το υπόλοιπο του κεφαλαίου οργανώνεται ως εξής. Η ενότητα 2.2 εστιάζει στην πληροφορία / στο θεωρητικό όριο της επικοινωνίας σ' ένα κοινό κανάλι της γνωσιακής ραδιοεπικοινωνίας μ' ένα αρχικό ζεύγος πομπού - δέκτη και ένα δευτερεύον ζεύγος πομπού - δέκτη. Η ενότητα 2.3 περιγράφει μερικά συγκεκριμένα αποτελέσματα για την απόδοση της γνωσιακής ανίχνευσης με τις δευτερεύουσες πληροφορίες για τις χωρικές θέσεις των χρηστών. Η ενότητα 2.4 επικεντρώνεται στις επιπτώσεις των γνωσιακών χρηστών με τους αρχικούς χρήστες ως προς την ισχύ των παρεμβολών. Οι ενότητες 2.5 και 2.6 περιγράφουν τις προσεγγίσεις του σχεδίου της προτυποποίησης και της εφαρμοσμένης μηχανικής και για τα δυο παραδείγματα της πρόσβασης του φάσματος, δηλαδή ο έλεγχος της παρεμβολής και τα παραδείγματα αποφυγής της παρεμβολής, αντίστοιχα. Στο υπόλοιπο του κεφαλαίου, θα χρησιμοποιήσουμε τους όρους «γνωσιακός χρήστης» και «δευτεροβάθμιος χρήστης» εναλλακτικά.

2.2 Οι πληροφορίες / τα θεωρητικά όρια των γνωσιακών δικτύων

Στην ενότητα αυτή, υπογραμμίζουμε και ερευνάμε τον αντίκτυπο της γνώσης, που ορίζεται ως οι πρόσθετες πληροφορίες (ή οι δευτερεύουσες πληροφορίες) όπου οι κόμβοι της γνωσιακής ραδιοεπικοινωνίας έχουν για το ασύρματο περιβάλλον τους τις πληροφορίες / τα θεωρητικά όρια της επικοινωνίας.

2.2.1 Η γνωσιακή συμπεριφορά: Η αποφυγή της παρεμβολής, του έλεγχου και του μετριάσμού

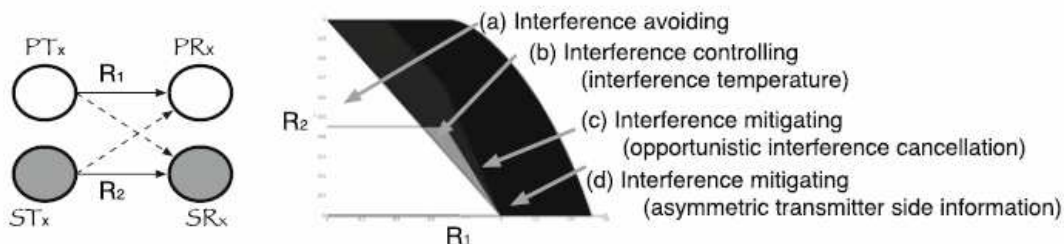
Τα γνωσιακά δίκτυα πρέπει να επιτύχουν την καλύτερη απόδοση από τα τυποποιημένα ομοιογενή δίκτυα¹ όπως είναι σε θέση να (1) εκμεταλλεύονται τις γνωσιακές ικανότητες των κόμβων, δηλαδή, να ανιχνεύονται και να προσαρμόζονται στο ασύρματο περιβάλλον τους και (2) συχνά (αλλά όχι απαραίτητα) να εκμεταλλεύονται τις νέες πολιτικές στα δευτεροβάθμια σενάρια της χορήγησης αδειών του φάσματος στα οποία οι ευέλικτες γνωσιακές ραδιοεπικοινωνίες επιτρέπεται να μοιράζονται το φάσμα με τους αρχικούς χρήστες. Φυσικά, ο βαθμός στον οποίο η απόδοση του δικτύου μπορεί να βελτιωθεί εξαρτάται από αυτό που η γνωσιακή ραδιοεπικοινωνία ξέρει για το φασματικό περιβάλλον της, και συνεπώς, πως προσαρμόζεται σε αυτό. Η γνωσιακή συμπεριφορά, ή πώς οι δευτεροβάθμιοι γνωσιακοί χρήστες υιοθετούν το αρχικό φάσμα, μπορεί να ομαδοποιηθεί σε τρεις κατηγορίες, όπως επίσης γίνεται με τις μικρές παραλλαγές στο [21,25,27,36], κάθε μια από τις οποίες εκμεταλλεύεται τους ποικίλους βαθμούς γνώσης του ασύρματου περιβάλλοντος στο δευτεροβάθμιο χρήστη :

- **Η αποφυγή της παρεμβολής (το φάσμα παρεμβαίνει):** Τα αρχικά και δευτεροβάθμια σήματα μπορούν να θεωρηθούν ως ορθογώνια το ένα στο άλλο: μπορούν να έχουν πρόσβαση στο φάσμα μ' έναν τρόπο διαμόρφωσης της πολλαπλής πρόσβασης της διαίρεσης του χρόνου (TDMA), με ένα τρόπο διαμόρφωσης της πολλαπλής πρόσβασης της διαίρεσης της συχνότητας (FDMA), ή με οποιαδήποτε τρόπο διαμόρφωσης που εξασφαλίζει ότι τα αρχικά και τα δευτεροβάθμια σήματα δεν παρεμποδίζουν το ένα το άλλο. Η γνώση που απαιτείται από τους δευτεροβάθμιους χρήστες για να ολοκληρώσει αυτό είναι η γνώση των φασματικών κενών (για παράδειγμα στο χρόνο, στη συχνότητα) του αρχικού συστήματος. Οι δευτεροβάθμιοι χρήστες μπορούν έπειτα να συμπληρώσουν αυτά τα φασματικά κενά.
- **Ο έλεγχος της παρεμβολής (το υπόστρωμα του φάσματος):** Οι δευτεροβάθμιοι χρήστες εκπέμπουν μέσω του ίδιου του φάσματος με τους αρχικούς χρήστες, αλλά το κάνουν έτσι μ' έναν τρόπο ώστε η παρεμβολή που βλέπει από τους αρχικούς χρήστες στους γνωσιακούς χρήστες να ελέγχεται σ' ένα αποδεκτό επίπεδο, που συλλέγεται από το αρχικό QoS με περιορισμούς.² Η γνώση που απαιτείται είναι η γνώση των «αποδεκτών επιπέδων» της παρεμβολής στους αρχικούς χρήστες ενός γνωσιακού χρήστη σε σειρά μετάδοσης καθώς επίσης και η γνώση της επίδρασης της γνωσιακής μετάδοσης στον αρχικό δέκτη. Αυτή η τελευταία υπόθεση συμπυκνώνεται, στα κλασσικά ασύρματα κανάλια, στη γνώση του καναλιού μεταξύ του γνωσιακού πομπού και του αρχικού δέκτη.

- **Ο μετριασμός της παρεμβολής (η υπέρθεση του φάσματος):** Οι δευτεροβάθμιοι χρήστες εκπέμπουν πέρα από το ίδιο το φάσμα με τους αρχικούς χρήστες, αλλά εκτός από τη γνώση των καναλιών μεταξύ των αρχικών και των δευτεροβάθμιων χρηστών, οι γνωσιακοί κόμβοι έχουν τις πρόσθετες πληροφορίες για το αρχικό σύστημα και τη λειτουργία του. Τα παραδείγματα είναι η γνώση των κωδικοβιβλίων των αρχικών χρηστών, επιτρέποντας στους δευτεροβάθμιους χρήστες να αποκωδικοποιήσουν τις αρχικές μεταδόσεις των χρηστών ή σε ορισμένες περιπτώσεις ακόμη και τη γνώση του μηνύματος των αρχικών χρηστών.

Εξετάζουμε ένα απλό κανάλι στο οποίο ένα αρχικό ζευγάρι πομπού - δέκτη (*λευκό*, PT_x , PR_x) και ένα γνωσιακό ζευγάρι (*γκρίζο*, ST_x , SR_x) μοιράζεται το ίδιο φάσμα, που εμφανίζεται στο σχήμα 2.1. Γι' αυτό το απλό κανάλι θα παράγουμε τα θεμελιώδη όρια στην πιθανή επικοινωνία κάτω από κάθε τύπο της γνωσιακής συμπεριφοράς. Μια θεωρητική μετρική πληροφορία που παραχωρεί καλά στους επεξηγηματικούς σκοπούς και είναι κεντρική σε πολλές μελέτες είναι η περιοχή χωρητικότητας του καναλιού. Κάτω από τον Γκαουσιανό θόρυβο, θα επεξηγήσουμε τα διαφορετικά παραδείγματα της γνωσιακής συμπεριφοράς και θα ενισχύσουμε τη σωστή απεικόνιση στο σχήμα 2.1, το οποίο αντιστοιχεί στους ρυθμούς που επιτυγχάνονται κάτω από τα διαφορετικά επίπεδα της γνώσης.

Το βασικό και φυσικό συμπέρασμα είναι ότι, όσο υψηλότερο είναι το επίπεδο της γνώσης στα γνωσιακά τερματικά, τόσο υψηλότεροι είναι οι επιτεύξιμοι ρυθμοί. Ωστόσο, η αυξανόμενη γνώση μεταφράζει συχνά την αυξανόμενη πολυπλοκότητα. Σε ποιο επίπεδο της μελλοντικής δευτεροβάθμιας γνώσης τα συστήματα αδειοδότησης του φάσματος θα λειτουργήσουν και θα εξαρτηθούν από τις διαθέσιμες δευτερεύουσες πληροφορίες και τους περιορισμούς του σχεδίου του δικτύου.



Σχήμα 2.1: Οι αρχικοί χρήστες (*λευκοί*) και οι δευτεροβάθμιοι χρήστες (*γκρίζοι*) επιθυμούν να εκπέμπουν πέρα από το ίδιο κανάλι. Οι συνεχείς γραμμές δείχνουν την επιθυμητή μετάδοση, οι στικτές γραμμές δείχνουν την παρεμβολή. Οι επιτεύξιμοι ρυθμοί των περιοχών κάτω από τις τέσσερις διαφορετικές γνωσιακές υποθέσεις και τα συστήματα της μετάδοσης που αναγράφονται στα δεξιά (a) - (d) είναι η κατά σειρά αύξηση των γνωσιακών ικανοτήτων.

2.2.2 Πληροφορίες - Βασικές Θεωρίες

Ένα κανάλι επικοινωνίας διαμορφώνεται ως σύνολο υπό τους όρους των συναρτήσεων της πυκνότητας και της πιθανότητας που αφορούν τις εισόδους και τις εξόδους του καναλιού. Λαμβάνοντας υπόψη αυτόν τον πιθανολογικό χαρακτηρισμό του καναλιού, τα θεμελιώδη όρια της επικοινωνίας μπορούν να εκφραστούν από την άποψη των διάφορων μετρικών των οποίων η *χωρητικότητα* είναι μια από τις πιο γνωστές και πιο ισχυρές. Η χωρητικότητα ορίζεται ως η ανώτατη σε όλους τους ρυθμούς (που εκφράζονται σε bits/κανάλι) για τους οποίους η αξιόπιστη επικοινωνία μπορεί να πραγματοποιηθεί. Ενώ η χωρητικότητα είναι κεντρική σε πολλές πληροφορίες - θεωρητικές μελέτες, είναι συχνά προκλητική για να καθοριστεί. Τα εσωτερικά όρια, ή οι επιτεύξιμοι ρυθμοί, καθώς επίσης και τα εξωτερικά όρια στην χωρητικότητα μπορούν να είναι ευκολότερα διαθέσιμα. Για τις ακριβείς πληροφορίες – θεωρητικούς ορισμούς παραπέμπουμε τον αναγνώστη στο [17,18,110].

Το προσθετικό λευκό Γκαουσιανό κανάλι του θορύβου (AWGN) με την *σχεδόν στατική εξασθένηση* είναι το παράδειγμα που χρησιμοποιείται σε αυτή την ενότητα. Στο κανάλι AWGN, η έξοδος Y συσχετίζεται με την είσοδο X σύμφωνα με $Y = hX + N$, όπου το h είναι ένας εξασθενίζοντας συντελεστής (που διαμορφώνεται συχνά ως Γκαουσιανή τυχαία μεταβλητή), και το N είναι ο θόρυβος που είναι $N \sim N(0,1)$. Σύμφωνα μ' ένα μέσο περιορισμό της ισχύος εισόδου $E[|X|^2] \leq P$, η γνωστή χωρητικότητα δίνεται από

$$C = \frac{1}{2} \log_2(1 + |h|^2 P) = \frac{1}{2} \log_2(1 + \text{SINR}) := C(\text{SINR}),$$

όπου το SINR είναι το λαμβανόμενο σήμα στην παρεμβολή και στον λόγο του θορύβου, και

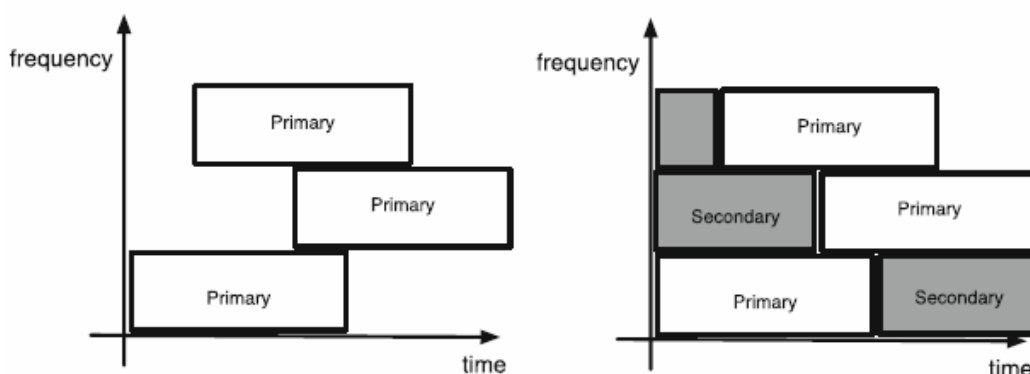
$$C(x) := \frac{1}{2} \log_2(1 + x).$$

Συνεχίζουμε τώρα αναλύοντας τις τρεις διαφορετικές κλάσεις της γνωσιακής συμπεριφοράς.

2.2.3 Η αποφυγή της παρεμβολής: Το φάσμα παρεμβαίνει

Η δευτεροβάθμια χορήγηση των αδειών του φάσματος και η γνωσιακή ραδιοεπικοινωνία σχεδιάστηκαν εύλογα με τον στόχο και την πρόθεση ώστε να υλοποιηθεί η συμπεριφορά της αποφυγής της παρεμβολής [42,79]. Η γνώση σε αυτήν την ρύθμιση αντιστοιχεί στη δυνατότητα να ανιχνευθεί ακριβώς η παρουσία των άλλων ασύρματων συσκευών, οι γνωσιακές επιπρόσθετες πληροφορίες είναι η γνώση των χωρικών, χρονικών, και φασματικών κενών, ή των λευκών διαστημάτων ενός συγκεκριμένου γνωσιακού ζευγαριού $T_x - R_x$ το οποίο θα είναι υπό δοκιμή. Οι γνωσιακές ραδιοεπικοινωνίες θα ρύθμιζαν τη μετάδοσή τους για να συμπληρώσουν το φασματικό (ή χωρικό / χρονικό) κενό, όπως διευκρινίζεται στο σχήμα 2.2, με τη δυνατότητα να αυξηθεί δραστικά η φασματική αποδοτικότητα των ασύρματων συστημάτων.

Αυτός ο τύπος συμπεριφοράς απαιτεί τη γνώση των φασματικών λευκών διαστημάτων. Σ' ένα ρεαλιστικό σύστημα ο δευτεροβάθμιος πομπός θα ξόδευε λίγο από τον χρόνο του ανιχνεύοντας το κανάλι για να καθορίσει την παρουσία του αρχικού χρήστη. Σ' ένα χαρακτηριστικό παράδειγμα γίνεται η εξιδανίκευση όπου υποθέτουμε ότι η γνώση των φασματικών κενών είναι τέλεια: όταν η αρχική επικοινωνία είναι παρούσα οι γνωσιακές συσκευές είναι σε θέση να καθορίσουν ακριβώς αυτήν την παρουσία, στιγμιαία. Ενώ τέτοιες υποθέσεις μπορούν να ισχύσουν με σκοπό μια θεωρητική μελέτη και να παρέχουν τα εξωτερικά όρια σε αυτό που μπορεί να επιτευχθεί ρεαλιστικά, οι πρακτικές μέθοδοι για τα αρχικά σήματα ήταν επίσης μεγάλου ενδιαφέροντος πρόσφατα.



Σχήμα 2.2: Η αποφυγή της παρεμβολής : ένας γνωσιακός χρήστης ανιχνεύει τον χρόνο / την συχνότητα στα “λευκά διαστήματα” και εκπέμπει ευκαιριακά πέρα από τα ανιχνευμένα διαστήματα.

Ένα θεωρητικό πλαίσιο για τον καθορισμό των ορίων της επικοινωνίας ως μια συνάρτηση του ανιχνευμένου γνωσιακού πομπού και δέκτη των κενών που διατυπώνεται στο [52,91]. Οι μελέτες σχετικά με τον τρόπο εντοπισμού των σφαλμάτων μπορούν να επηρεάσουν τα γνωσιακά και τα αρχικά συστήματα που βρέθηκαν στο [88,96,97]. Επειδή οι παρούσες δευτεροβάθμιες προτάσεις της χορήγησης των αδειών του φάσματος απαιτούν την ανίχνευση των εγγυήσεων των αρχικών χρηστών σε εξαιρετικά χαμηλά επίπεδα και σε δυσμενή εξασθενίζοντα περιβάλλοντα, μια σειρά εργασιών έχει προτείνει την βελτίωση της ανίχνευσης των ικανοτήτων επιτρέποντας τις πολλαπλές γνωσιακές ραδιοεπικοινωνίες να ανιχνεύσουν συλλογικά τις αρχικές μεταδόσεις στο [19,30,34,78].

Στις εξιδανικευμένες περιπτώσεις μας, οι ρυθμοί R_1 του αρχικού $T_x - R_x$ ζευγαριού και R_2 του γνωσιακού $T_x - R_x$ ζευγαριού επιτυγχάνονται μέσω της πλήρωσης του ιδανικού λευκού διαστήματος όπου παρουσιάζονται ως το εσωτερικό λευκό τρίγωνο στο σχήμα 10.1. Όταν ένας μεμονωμένος χρήστης μεταδίδει ολόκληρο τον χρόνο σ' ένα ελεύθερο περιβάλλον από παρεμβολές, τα σημεία τομής στους άξονες επιτυγχάνονται. Το κυρτό τμήμα αυτών των δυο σημείων χωρίς παρεμβολές μπορεί να επιτευχθεί με τον επιμερισμό του χρόνου (TDMA τρόπου). Όπου σ' αυτήν την γραμμή που ένα σύστημα λειτουργεί εξαρτάται από πόσο συχνά ο αρχικός χρήστης καταλαμβάνει τη συγκεκριμένη ζώνη. Εάν οι αρχικοί και οι δευτεροβάθμιοι περιορισμοί της ισχύος είναι P_1 και P_2 , αντίστοιχα, τότε η πλήρωση του λευκού διαστήματος του ρυθμού της περιοχής μπορεί να περιγραφεί ως εξής:

Η πλήρωση του λευκού διαστήματος της περιοχής (a)

$$= \left\{ \left(R_1, R_2 \right) \mid 0 \leq R_1 \leq tC(P_1), 0 \leq R_2 \leq (1-t)C(P_2), 0 \leq t \leq 1 \right\}.$$

2.2.3.1 Η αποφυγή της παρεμβολής μέσω MIMO

Εκτός από την ανίχνευση των φασματικών λευκών διαστημάτων, η παρεμβολή στον αρχικό χρήστη μπορεί να αποφευχθεί ή να ελεγχθεί εάν ο γνωσιακός χρήστης είναι εξοπλισμένος με τις πολλαπλές κεραίες και είναι σε θέση να εκπέμπει το σήμα του στον ορθογώνιο υποχώρο των αρχικών χρηστών που

λαμβάνει το κανάλι. Σε αυτό το σενάριο, το κανάλι μεταξύ των δευτεροβάθμιων κεραιών που εκπέμπουν και των αρχικών κεραιών που λαμβάνουν πρέπει να είναι γνωστό. Οι μελέτες όπου οι γνωσιακοί ρυθμοί μεγιστοποιούνται υπό τον όρο των εγγυήσεων της επικοινωνίας του αρχικού χρήστη (όπως η μέγιστη μέση ισχύς των περιορισμών της παρεμβολής) εξετάζονται στο [50,51,111,113-115]. Τα σενάρια που εξετάζονται σε αυτά τα έγγραφα μπορούν να θεωρηθούν ως ένα σύστημα της αποφυγής της παρεμβολής εάν η ανεκτή παρεμβολή στους αρχικούς δέκτες τίθεται στο μηδέν, διαφορετικά πέφτει κάτω από την ελεγχόμενη παρεμβολή στο παράδειγμα που εξετάζουμε στην επόμενη ενότητα.

2.2.4 Ο έλεγχος της παρεμβολής: Το υπόστρωμα του φάσματος

Όταν η παρεμβολή που προκαλείται από τους δευτεροβάθμιους χρήστες στους αρχικούς χρήστες επιτρέπεται να είναι κάτω από ένα ορισμένο επίπεδο (σύμφωνα με τους περιορισμούς QoS), προκύπτει η πιο ευέλικτη συμπεριφορά της ελεγχόμενης παρεμβολής. Σημειώνουμε ότι αυτός ο τύπος συμπεριφοράς καλύπτει ένα μεγάλο φάσμα της γνωσιακής συμπεριφοράς και δίνουμε έμφαση σε μόνο τρία παραδείγματα: ένα παράδειγμα που προκύπτει από τον επιτεύξιμο ρυθμό της περιοχής στα μικρά δίκτυα και τον ρυθμό απόδοσης των νόμων κλιμάκωσης σε δυο διαφορετικούς τύπους για το υπόστρωμα του φάσματος των μεγάλων δικτύων.

2.2.4.1 Το υπόστρωμα στα μικρά δίκτυα: οι επιτεύξιμοι ρυθμοί

Μια γνωσιακή ραδιοεπικοινωνία μπορεί να μεταδώσει ταυτόχρονα με τον αρχικό χρήστη καθώς χρησιμοποιεί τις γνωσιακές δυνατότητές του για να ελέγξει την ποσότητα ζημίας που προκαλεί επάνω σε αυτές. Ένας κοινός καθορισμός της ζημίας περιλαμβάνει την έννοια της παρεμβολής της θερμοκρασίας, ένας όρος που εισάγεται πρώτα από τη FCC στο [63] για να δείξει το μέσο επίπεδο της ισχύος της παρεμβολής που βλέπει σ' έναν αρχικό δέκτη. Στα δευτεροβάθμια σενάρια χορήγησης των αδειών του φάσματος, η παρεμβολή της θερμοκρασίας του αρχικού δέκτη πρέπει να κρατηθεί σε επίπεδο που θα ικανοποιήσει την επιθυμητή ποιότητα της υπηρεσίας του

αρχικού χρήστη. Υπό τον όρο ότι ο γνωσιακός χρήστης γνωρίζει (1) τη μέγιστη παρεμβολή της θερμοκρασίας που περιβάλλει τους αρχικούς δέκτες, (2) το τρέχον επίπεδο της παρεμβολής της θερμοκρασίας, και (3) με ποιον τρόπο η ισχύς μετάδοσής του θα εκλάβει την ισχύ που λαμβάνει ο αρχικός δέκτης, και τότε η γνωσιακή ραδιοεπικοινωνία μπορεί να ρυθμίσει τη ισχύ μετάδοσής της ώστε να ικανοποιηθεί ο οποιοσδήποτε περιορισμός της θερμοκρασίας της παρεμβολής που ο αρχικός χρήστης μπορεί να έχει. Η εργασία στο [31,35,106,109] εξετάζει την χωρητικότητα των γνωσιακών συστημάτων κάτω από τους διάφορους περιορισμούς της ισχύος του δέκτη (ή όπως την παρεμβολή της θερμοκρασίας).

Ως χαρακτηριστικό παράδειγμα, θεωρούμε μια πολύ απλή παρεμβολή της θερμοκρασίας που βασίζεται στο σύστημα της γνωσιακής μετάδοσης. Ας υποθέσουμε ότι στο μοντέλο του καναλιού του σχήματος 2.1 ότι κάθε δέκτης μεταχειρίζεται το σήμα του άλλου χρήστη όπως ο θόρυβος, το κατώτερο όριο μπορεί να επιτευχθεί χρησιμοποιώντας τους πιο πολυπλοκότερους αποκωδικοποιητές[99]. Ο ρυθμός της περιοχής που λαμβάνεται παρουσιάζεται με ανοικτό γκρι στην περιοχή (b) στο σχήμα 2.1. Αυτή η περιοχή λαμβάνεται ως εξής: υποθέτουμε ότι ο πομπός επικοινωνεί χρησιμοποιώντας ένα Γκαουσιανό κωδικοβιβλίο της σταθερής μέσης ισχύος P_1 . Υποθέτουμε ότι ο δευτεροβάθμιος πομπός επιτρέπει στην ισχύ να βρεθεί στη σειρά στο $[0, P_2]$ για κάποιο μέγιστο περιορισμό της μέσης ισχύος P_2 . Ο ρυθμός της περιοχής που λαμβάνεται μπορεί να εκφραστεί ως εξής:

Ταυτόχρονη μετάδοση στον ρυθμό της περιοχής (b)

$$= \left\{ (R_1, R_2) \mid 0 \leq R_1 \leq C \left(\frac{P_1}{h_{21}^2 P_2^* + 1} \right), \right. \\ \left. 0 \leq R_2 \leq C \left(\frac{P_2^*}{h_{12}^2 P_1 + 1} \right), 0 \leq P_2^* \leq P_2 \right\}.$$

Η πραγματική τιμή P_2^* που επιλέγεται από την γνωσιακή ραδιοεπικοινωνία εξαρτάται από την παρεμβολή της θερμοκρασίας ή από τους περιορισμούς της λαμβανόμενης ισχύος στον αρχικό δέκτη.

2.2.4.2 Το υπόστρωμα σε μεγάλα δίκτυα: οι νόμοι κλιμάκωσης

Οι πληροφορίες - τα θεωρητικά όρια της συμπεριφοράς της ελεγχόμενης παρεμβολής έχουν ερευνηθεί επίσης για τα μεγάλα δίκτυα, δηλαδή, τα δίκτυα των οποίων ο αριθμός των κόμβων είναι $n \rightarrow \infty$. Επεξηγούμε δύο τύπους των δικτύων: τα μονοαλματικά δίκτυα και τα πολυαλματικά δίκτυα. Στην πρώτη περίπτωση, οι δευτεροβάθμιοι κόμβοι εκπέμπουν και υπάρχει πιθανότητα διακοπής της μετάδοσης σύμφωνα με τους περιορισμούς του αρχικού δικτύου. Στην τελευταία περίπτωση, το πολυαλματικό δευτεροβάθμιο δίκτυο επιτρέπεται να λειτουργήσει εφ' όσον ο νόμος της κλιμάκωσης του αρχικού δικτύου παραμένει ίδιος όπως γίνεται και στην απουσία του γνωσιακού δικτύου.

Μονοαλματικά γνωσιακά δίκτυα

Στο επίπεδο δίκτυο το μοντέλο που εξετάζεται στο [103] οι πολλαπλοί αρχικοί και οι δευτεροβάθμιοι χρήστες συνυπάρχουν σ' ένα δίκτυο της ακτίνας D (ο αριθμός των κόμβων αυξάνεται σε ∞ ως $D \rightarrow \infty$). Γύρω από κάθε δέκτη, είτε αρχικό είτε γνωσιακό, ένας προστατευμένος κύκλος της ακτίνας $\epsilon_c > 0$ στον οποίο υποτίθεται ότι κανένας πομπός που παρεμβάλλεται δεν μπορεί να λειτουργήσει. Έκτος από τον δέκτη στις προστατευμένες περιοχές, οι θέσεις του αρχικού πομπού και του δέκτη είναι αυθαίρετες, και υπόκεινται σε μια ελάχιστη απόσταση D_0 μεταξύ δυο οποιωνδήποτε αρχικών πομπών. Αυτό το σχέδιο αντιστοιχεί σ' ένα δίκτυο ευρυεκπομπής, όπως η τηλεόραση ή τα κυψελοειδή δίκτυα, στα οποία οι αρχικοί πομποί είναι σταθμοί βάσεων. Οι γνωσιακοί πομποί, από την μια, κατανέμονται ομοιόμορφα και τυχαία με την σταθερή πυκνότητα λ . Υποθέτουμε ότι κάθε γνωσιακός δέκτης είναι μέσα σε μια απόσταση D_{\max} από τον πομπό του, οι απολαβές του καναλιού είναι εξαρτώμενες μόνο από την απόσβεση κατά την διαδρομή (καμία εξασθένιση ή σκίαση) και ότι κάθε χρήστης μεταχειρίζεται τα ανεπιθύμητα σήματα απ' όλους τους άλλους χρήστες ως θόρυβο.

Η ποιότητα της υπηρεσίας των αρχικών χρηστών είναι της μορφής:

$$\Pr\left[\rho \text{ ρυθμός του αρχικού χρήστη} \leq C_0\right] \leq \beta.$$

Δηλαδή, οι δευτεροβάθμιοι χρήστες πρέπει να εκπέμπουν ώστε να εγγραφεί η πιθανότητα ότι οι ρυθμοί των αρχικών χρηστών μειώνονται κάτω από C_0 που είναι λιγότερο από ένα επιθυμητό ποσό β . Ορισμένες από τις ερωτήσεις που

απαντήθηκαν στο [101,103] σχετίζονται με αυτό το μονοαλματικό γνωσιακό δίκτυο όπου η ρύθμιση μπορεί να συνοψιστεί ως εξής:

- **Ποιος είναι ο νόμος της κλιμάκωσης του δευτεροβάθμιου δικτύου;**
Αποδεικνύοντας ότι η μέση παρεμβολή στους γνωσιακούς χρήστες εξακολουθεί να οριοθετείται λόγω της πεπερασμένης μετάδοσης της απόστασης D_{\max} των γνωσιακών χρηστών και D_0 των αρχικών χρηστών, κάποιος μπορεί να δείξει ότι τα χαμηλότερα και τα ανώτερα όρια σε κάθε μέσο ρυθμό της μετάδοσης κάθε χρήστη είναι σταθερά και έτσι ο ρυθμός απόδοσης του δικτύου αυξάνεται γραμμικά με τον αριθμό των χρηστών [103].
- **Πως θα έπρεπε οι παράμετροι του δικτύου να επιλέγονταν για να εγγυηθούν**

$$\Pr\left[\rho \text{ ρυθμός του αρχικού χρήστη} \leq C_0\right] \leq \beta?$$

Αυτή η ενδιαφέρουσα ερώτηση εξετάζεται στο [45,101] και συζητείται στην ενότητα 2.4.2.

Εξετάζουμε τώρα ένα γνωσιακό δίκτυο που αποτελείται από τους πολλαπλούς αρχικούς και τους πολλαπλούς γνωσιακούς χρήστες, στο οποίο δεν υπάρχει περιορισμός στη μέγιστη γνωσιακή απόσταση D_{\max} των ζευγαριών $T_x - R_x$. Υποθέτουμε ότι τα ζευγάρια $T_x - R_x$ επιλέγονται τυχαία, όπως σ' ένα κλασσικό [38] αυτοδύναμο ειδικό δίκτυο. Και οι δύο τύποι χρηστών είναι ειδικοί, κατανεμημένοι τυχαία σύμφωνα με τις διαδικασίες στο σημείο Poisson με τις διαφορετικές πυκνότητες. Εδώ η ποιότητα της υπηρεσίας στους αρχικούς χρήστες δηλώνει ότι ο νόμος της κλιμάκωσης του αρχικού ειδικού δικτύου δεν μικραίνει με τη παρουσία του δευτεροβάθμιου δικτύου.

Στο [54] αποδεικνύεται ότι η πυκνότητα του γνωσιακού κόμβου είναι υψηλότερη από την πυκνότητα του αρχικού κόμβου, χρησιμοποιώντας την πολυαλματική δρομολόγηση, και ότι οι δύο τύποι των χρηστών, δηλαδή ο αρχικός και ο γνωσιακός, μπορούν να επιτύχουν τον ρυθμό απόδοσης του νομού κλιμάκωσης εάν ο άλλος τύπος των χρηστών δεν ήταν παρόν. Συγκεκριμένα, ο ρυθμός απόδοσης των αρχικών χρηστών m δίνεται ως $\sqrt{m/\log m}$, και ο ρυθμός απόδοσης των γνωσιακών χρηστών n ως $\sqrt{n/\log n}$.

Αυτό που είναι ιδιαίτερου ενδιαφέροντος γι' αυτό το αποτέλεσμα είναι ότι, για να επιτύχει αυτές τις κλιμακώσεις του ρυθμού απόδοσης, το αρχικό δίκτυο δεν χρειάζεται να αλλάξει τίποτα στα πρωτοκόλλα του, επειδή δεν γνωρίζει την παρουσία του δευτεροβάθμιου δικτύου. Οι γνωσιακοί χρήστες, αφ' ετέρου, στηρίζονται στην υψηλότερη πυκνότητά τους και σε μια έξυπνη τεχνική δρομολόγησης (υπό μορφή *της διατήρησης των περιοχών* [54]) για να αποφύγουν την παρεμβολή με τους αρχικούς χρήστες.

2.2.5 Ο μετριασμός της παρεμβολής: Η υπέρθεση του φάσματος

Ο μετριασμός της παρεμβολής της γνωσιακής συμπεριφοράς, όπου ο γνωσιακός χρήστης εκπέμπει μέσω του ίδιου του φάσματος με τον αρχικό χρήστη, αλλά χρησιμοποιεί την πρόσθετη γνώση για να μετριάσει (1) την παρεμβολή που προκαλεί στον αρχικό δέκτη και (2) την παρεμβολή που δέχεται ο γνωσιακός δέκτης από τον αρχικό πομπό. Προκειμένου να μετριάσει η παρεμβολή, οι γνωσιακοί κόμβοι πρέπει να έχουν *τα κωδικοβιβλία* του αρχικού συστήματος. Αυτό θα επιτρέψει στο γνωσιακό πομπό και στο δέκτη για να αποκωδικοποιήσει περιστασιακά τα μηνύματα των αρχικών χρηστών, τα οποία μπορούν στη συνέχεια να οδηγήσουν στις απολαβές για τους αρχικούς και για τους δευτεροβάθμιους χρήστες, όπως θα δούμε. Εξετάζουμε δύο τύπους της συμπεριφοράς του μετριασμού της παρεμβολής:

1. **Η ακύρωση της περιστασιακής παρεμβολής:** Οι γνωσιακοί κόμβοι έχουν τα κωδικοβιβλία των αρχικών χρηστών. Οι γνωσιακοί δέκτες αποκωδικοποιούν περιστασιακά τα μηνύματα των αρχικών χρηστών. Τα σήματα αυτά αφαιρούνται από τα λαμβανόμενα σήματα τους, αυξάνοντας έτσι τον ρυθμό μετάδοσης του δευτεροβάθμιου καναλιού.
2. **Τα ασύμμετρα συνεργαζόμενα κανάλια της γνωσιακής ραδιοεπικοινωνίας:** Οι γνωσιακοί κόμβοι έχουν τα κωδικοβιβλία των αρχικών χρηστών και ο γνωσιακός πομπός έχει τη γνώση του μηνύματος του αρχικού χρήστη. Ο γνωσιακός πομπός μπορεί να χρησιμοποιήσει αυτήν την γνώση για να μετριάσει προσεκτικά την παρεμβολή στο γνωσιακό δέκτη καθώς επίσης και να συνεργαστεί με τους αρχικούς χρήστες στην ενίσχυση του σήματός της στο δέκτη της.

2.2.5.1 Η ακύρωση της περιστασιακής παρεμβολής

Υποθέτουμε ότι η γνωσιακή σύνδεση έχει την ίδια γνώση όπως στην περίπτωση της παρεμβολής της θερμοκρασίας και έχει κάποιες πρόσθετες πληροφορίες για την επικοινωνία της αρχικής σύνδεσης: το *κωδικοβιβλίο* του αρχικού χρήστη. Η γνώση του κωδικοβιβλίου του αρχικού χρήστη δηλώνει την ικανότητα να αποκωδικοποιηθούν οι αρχικές μεταδόσεις, και έπειτα προτείνουμε ένα σύστημα το οποίο εκμεταλλεύεται αυτήν την πρόσθετη γνώση.

Στην *ακύρωση της περιστασιακής παρεμβολής*, όπως πρώτα περιγράφεται στο [85] ο γνωσιακός δέκτης αποκωδικοποιεί περιστασιακά το μήνυμα του αρχικού χρήστη, το οποίο το αφαιρεί μετά από το λαμβανόμενο σήμα του. Αυτό καθαρίζει διαισθητικά το κανάλι για τη μετάδοση του γνωσιακού ζευγαριού. Ο αρχικός χρήστης θεωρείται ότι δεν γνωρίζει τη λειτουργία του γνωσιακού χρήστη και έτσι συνεχίζει στη μετάδοση της ισχύος P_1 και του ρυθμού R_1 . Όταν ο ρυθμός του αρχικού χρήστη είναι αρκετά χαμηλός σχετικά

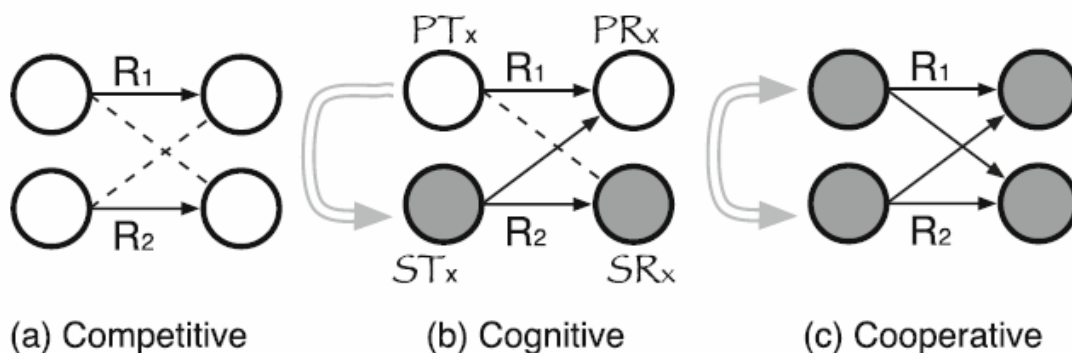
με την ισχύ του αρχικού σήματος στο γνωσιακό δέκτη $\left(\text{ή } R_1 \leq C \left(h_{12}^2 P_1 \right) \right)$

που αποκωδικοποιείται το μήνυμα από τον SR_x , το κανάλι $(PT_x, ST_x \rightarrow SR_x)$ θα διαμορφώσει μια θεωρητική πληροφορία στο κανάλι της πολλαπλής πρόσβασης, του οποίου η χωρητικότητα της περιοχής είναι γνωστή στο [17]. Σε αυτήν την περίπτωση, ο γνωσιακός δέκτης θα αποκωδικοποιήσει πρώτα το αρχικό μήνυμα, θα το αφαιρέσει από το λαμβανόμενο σήμα του, και θα προχωρήσει να αποκωδικοποιήσει το δικό του. Όταν η γνωσιακή ραδιοεπικοινωνία δεν μπορεί να αποκωδικοποιήσει το αρχικό μήνυμα, το τελευταίο αντιμετωπίζεται ως θόρυβος. Η περιοχή (c) στο σχήμα 2.1 επεξηγεί τα κέρδη που η περιστασιακή αποκωδικοποίηση μπορεί να παρέχει πέρα από τις προηγούμενες δύο στρατηγικές.

2.2.5.2 Τα ασύμμετρα συνεργαζόμενα κανάλια της γνωσιακής ραδιοεπικοινωνίας

Αυξάνουμε τη γνώση ακόμα περαιτέρω και υποθέτουμε ότι ο γνωσιακός κόμβος έχει τα κωδικοβιβλία των αρχικών χρηστών καθώς επίσης και το

μήνυμα που εκπέμπεται από τον αρχικό αποστολέα. Για την απλότητα της παρουσίασης εξετάζουμε πάλι τους δύο πομπούς και τους δύο δέκτες του καναλιού που εμφανίζεται στα σχήματα 2.1 και 2.3. Αυτή η πρόσθετη γνώση επιτρέπει μια μορφή της *ασύμμετρης συνεργασίας* μεταξύ των αρχικών και των γνωσιακών πομπών. Αυτή η μορφή της ασύμμετρης συνεργασίας του πομπού, που εισάγεται πρώτα στο [22,24], μπορεί να παρακινηθεί σε μια γνωσιακή ρύθμιση των παραμέτρων με διάφορους τρόπους. Για παράδειγμα, εάν το ST_x είναι γεωγραφικά κοντά με το PT_x (σε σχέση με το PR_x), τότε το ασύρματο κανάλι ($PT_x \rightarrow ST_x$) θα μπορούσε να είναι πολύ υψηλότερης χωρητικότητας από το κανάλι ($PT_x \rightarrow PR_x$). Κατά κύριο λόγο, σ' ένα μέρος του χρόνου μετάδοσης, το ST_x θα μπορούσε να ακούσει, και να λάβει το μήνυμα που μεταδόθηκε από το PT_x . Παρακινώντας άλλα σενάρια μπορούν να είναι συστήματα αυτόματης αίτησης επανάληψης (*ARQ*) και ετερογενή συστήματα ανίχνευσης [21,107].



Σχήμα 2.3: Οι τρεις τύποι συμπεριφοράς που εξαρτώνται ανάλογα με το ποσό και το είδος των δευτερευουσών πληροφοριών στο δευτεροβάθμιο πομπό: (a) ανταγωνιστικός: τα δευτεροβάθμια τερματικά δεν έχουν καμία πρόσθετη δευτερεύουσα πληροφορία, (b) γνωσιακός: ο δευτεροβάθμιος πομπός έχει τη γνώση του μηνύματος του αρχικού χρήστη και του κωδικοβιβλίου και (c) συνεργατικός: και οι δυο πομποί γνωρίζουν τα μηνύματα των κάθε άλλων. Η *διπλή γραμμή* δηλώνει την γνώση του μη αιτιακού μηνύματος.

2.2.5.3 Υπόβαθρο: Η αξιοποίηση των επιπρόσθετων πληροφοριών του πομπού

Μια βασική ιδέα πίσω από την επίτευξη των υψηλών ρυθμών των δεδομένων σ' ένα περιβάλλον όπου οι δύο αποστολείς μοιράζονται ένα κοινό κανάλι που

είναι η ακύρωση ή ο μετριασμός της παρεμβολής. Σύμφωνα με τον Costa στο διάσημο έγγραφο του «Writing on dirty paper» [16] εφάρμοσε τα αποτελέσματα των Gel'fand-Pinsker [33] στο κανάλι AWGN, όπου έδειξε αυτά σ' ένα κανάλι με AWGN της ισχύος Q , της εισόδου X , της ισχύος με περιορισμό $E[|X|^2] \leq P$ και της πρόσθετης παρεμβολής S της αυθαίρετης ισχύος που είναι γνωστή ως μη αιτιακή στο πομπό αλλά όχι στο δέκτη,

$$Y = X + S + N, \quad E[|X|^2] \leq P, \quad N \sim \mathcal{N}(0, Q)$$

η χωρητικότητα του ελεύθερου καναλιού της παρεμβολής είναι, ή

$$C = \max_{p(u|s)p(x|u,s)} I(U;Y) - I(U;S), \quad (2.1)$$

$$= \frac{1}{2} \log_2 \left(1 + \frac{P}{Q} \right). \quad (2.2)$$

Αυτό το αξιοπρόσεκτο και εκπληκτικό αποτέλεσμα έχει βρει την εφαρμογή του στους πολυάριθμους τομείς συμπεριλαμβανομένης της αποθήκευσης των δεδομένων στο [43,66], υδατογράφησης/στεγανογράφησης [92], και πιο πρόσφατα, η κωδικοποίηση του *dirty-paper* έχει αποδειχθεί να είναι η χωρητικότητα της επίτευξης της τεχνικής στα Γκαουσιανά κανάλια της ευρεεκπομπής MIMO [5,105]. Εφαρμόζουμε τώρα τις τεχνικές κωδικοποίησης του *dirty-paper* στο Γκαουσιανό γνωσιακό κανάλι.

2.2.5.4 Τα όρια στην χωρητικότητα των καναλιών της γνωσιακής ραδιοεπικοινωνίας

Αν και στην πράξη το αρχικό μήνυμα πρέπει να ληφθεί αιτιακά, ως πρώτο βήμα, οι πολυάριθμες εργασίες έχουν εξιδανικεύσει την έννοια της γνώσης του μηνύματος: οπότε ο γνωσιακός κόμβος ST_x είναι σε θέση να ακούσει και να αποκωδικοποιήσει το μήνυμα του αρχικού κόμβου PT_x , υποτίθεται για να

έχουν πλήρη εκ των προτέρων γνώση.³ Το μονόδρομο διπλό βέλος στο σχήμα 2.3 δείχνει ότι το ST_x γνωρίζει το μήνυμα PT_x αλλά όχι αντίστροφα. Αυτή η ασύμμετρη συνεργασία του πομπού είναι παρούσα στο *γνωσιακό* κανάλι και έχει τα στοιχεία από κοινού με το *ανταγωνιστικό* κανάλι και τα *συνεργατικά* κανάλια του σχήματος 2.3, τα οποία μπορούν να εξηγηθούν ως εξής:

1. **Η ανταγωνιστική συμπεριφορά / κανάλι:** Οι δύο πομποί εκπέμπουν τα ανεξάρτητα μηνύματα. Δεν υπάρχει καμία συνεργασία στην αποστολή των μηνυμάτων, και έτσι οι δύο χρήστες *ανταγωνίζονται* για το κανάλι. Αυτό είναι το ίδιο κανάλι με τους δύο αποστολείς, τους δυο δέκτες της παρεμβολής του καναλιού [7]. Η μεγαλύτερη γνωστή γενική περιοχή για την παρεμβολή του καναλιού είναι αυτή που περιγράφεται στο [40] η οποία έχει δηλωθεί πιο συμπαγώς στο [12]. Πολλά από τα αποτελέσματα στο γνωσιακό κανάλι, το οποίο περιέχει ένα κανάλι παρεμβολής εάν οι μη αιτιακές επιπρόσθετες πληροφορίες αγνοούνται, χρησιμοποιούν ένα παρόμοιο ρυθμό διαχωρίζοντας κατά προσέγγιση για να παράγουν τον μεγάλο ρυθμό των περιοχών [24,56,77].
2. **Η γνωσιακή συμπεριφορά / κανάλι:** Η ασύμμετρη συνεργασία είναι δυνατή μεταξύ των πομπών. Αυτή η ασύμμετρη συνεργασία είναι ένα αποτέλεσμα του ST_x γνωρίζει το μήνυμα του PT_x αλλά όχι αντίστροφα.
3. **Η συνεργατική συμπεριφορά / κανάλι:** Οι δύο πομποί γνωρίζουν τα μηνύματα των άλλων (τα αμφίδρομα διπλά βέλη) και μπορούν έτσι πλήρως και συμμετρικά να συνεργαστούν στη μετάδοσή τους. Το κανάλι που απεικονίζεται στο σχήμα 2.3 (c) μπορεί να θεωρηθεί ως δυο αποστολείς μιας κεραίας, και ως δύο δέκτες μιας ενιαίας κεραίας της ευρυεκπομπής του καναλιού, όπου, στα Γκαουσσισιανά κανάλια MIMO, η *κωδικοποίηση του dirty-paper* αποδείχθηκε πρόσφατα ότι η χωρητικότητα είναι επιτεύξιμη στο [5,105].

Η γνωσιακή συμπεριφορά μπορεί να διαμορφωθεί ως παρεμβολή του καναλιού με την ασύμμετρη, μη αιτιακή συνεργασία του πομπού. Αυτό το κανάλι εισήχθη πρώτα και μελετήθηκε στο [22,24].⁴ Από τότε, μια αναταραχή των αποτελεσμάτων, συμπεριλαμβανομένων των αποτελεσμάτων της χωρητικότητας στα συγκεκριμένα σενάρια αυτού του καναλιού έχουν ληφθεί. Όταν η παρεμβολή στον αρχικό χρήστη είναι αδύνατη ($h_{21} < 1$), ο ρυθμός της περιοχής (d) έχει αποδειχθεί ότι είναι η περιοχή της χωρητικότητας στον Γκαουσσισιανό θόρυβο [58] και στα σχετικά ιδιαίτερα χωρίς μνήμη κανάλια

[107]. Στα κανάλια όπου η παρεμβολή και στους δύο δέκτες είναι ισχυρή και οι δύο δέκτες μπορούν να αποκωδικοποιήσουν και να ακυρώσουν έξω την παρεμβολή, ή πού ο γνωσιακός αποκωδικοποιητής επιθυμεί να αποκωδικοποιήσει και τα δύο μηνύματα, η χωρητικότητα είναι επίσης γνωστή στο [57,70,77]. Ωστόσο, η γενικότερη χωρητικότητα της περιοχής παραμένει μια ανοικτή ερώτηση και για τον Γκαουσιανό θόρυβο και για τις ιδιαίτερες περιπτώσεις χωρίς μνήμη του καναλιού.

Όταν χρησιμοποιείται μια στρατηγική της κωδικοποίησης η οποία αξιοποιεί κατάλληλα αυτήν την ασύμμετρη γνώση του μηνύματος στους πομπούς, η περιοχή (d) στο σχήμα 2.1 είναι επιτεύξιμη στο AWGN, και στο σύστημα της ασθενής παρεμβολής ($h_{21} < 1$ στο AWGN) αντιστοιχεί στην περιοχή της χωρητικότητας αυτού του καναλιού [58,108]. Η στρατηγική κωδικοποίησης που χρησιμοποιείται υποθέτει ότι και οι δύο πομποί χρησιμοποιούν τα τυχαία Γκαουσιανά κωδικοβιβλία. Ο αρχικός πομπός συνεχίζει να εκπέμπει το μήνυμα της μέσης ισχύος της P_1 . Ο δευτεροβάθμιος πομπός χωρίζει την εκπεμπόμενη ισχύ του P_2 σε δύο τμήματα, $P_2 = \eta P_2 + (1-\eta)P_2$ για $0 \leq \eta \leq 1$. Ένα μέρος της ισχύος του, ηP_2 , ξοδεύεται κατά τρόπο *ανιδιοτελή*: στην αναμετάδοση του μηνύματος από τον PT_x στον PR_x . Το υπόλοιπο μέρος της ισχύος του, $(1-\eta)P_2$, ξοδεύεται κατά τρόπο *ιδιοτελή* στη εκπομπή του μηνύματός του χρησιμοποιώντας την τεχνική μετριασμού της παρεμβολής της κωδικοποίησης *dirty paper*. Αυτή η στρατηγική μπορεί να θεωρηθεί ως ιδιοτελή, δεδομένου ότι η ισχύς που ξοδεύεται στην κωδικοποίηση *dirty-paper* μπορεί να βλάψει τον αρχικό δέκτη (και αντιμετωπίζεται πράγματι ως θόρυβος στον PR_x). Ο ρυθμός της περιοχής (d) μπορεί να εκφραστεί ως εξής [20,58]:

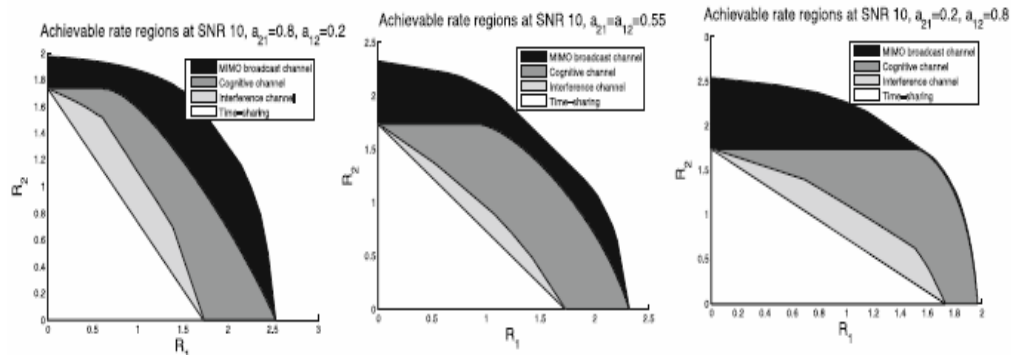
Η ασύμμετρη συνεργασία του ρυθμού στην περιοχή (d): (2.3)

$$= \left\{ (R_1, R_2) \mid 0 \leq R_1 \leq C \left(\frac{(\sqrt{P_1} + h_{12} + \sqrt{\eta P_2})^2}{h_{12}^2 (1-\eta) P_2 + 1} \right), \right. \quad (2.4)$$

$$\left. 0 \leq R_2 \leq C((1-\eta)P_2), 0 \leq \eta \leq 1 \right\}. \quad (2.5)$$

Μεταβάλλοντας το η , μπορούμε ομαλά να παρεμβάλουμε μεταξύ της αυστηρής ανιδιοτελής συμπεριφοράς και της αυστηρής ιδιοτελής συμπεριφοράς. Από ιδιαίτερο ενδιαφέρον σε μια δευτεροβάθμια χορήγηση των αδειών του φάσματος η προοπτική είναι το γεγονός ότι ο ρυθμός του αρχικού χρήστη R_1 μπορεί να αυξηθεί αυστηρά όσον αφορά όλες τις άλλες τρεις περιπτώσεις (δηλαδή, το σημείο τομής x είναι τώρα δεξιά όλων των άλλων τριών περιπτώσεων). Δηλαδή από την κατοχή του δευτεροβάθμιου χρήστη της αναμετάδοσης ενδεχομένως το αρχικό μήνυμα κατά τρόπο ανιδιοτελή, το σύστημα γίνεται ουσιαστικά ένα 2×1 σύστημα πολλαπλής εισόδου και ενιαίας εξόδου (MISO) το οποίο βλέπει όλες τις σχετικές απολαβές της χωρητικότητας πέρα από τους μη συνεργαζόμενους πομπούς ή τις κεραίες. Αυτή η αυξανόμενη απολαβή θα μπορούσε να χρησιμεύσει ως ένα κίνητρο για την κατοχή του αρχικού μεριδίου του κωδικοβιβλίου και του μηνύματος του με το δευτεροβάθμιο χρήστη.

Ενώ το σχήμα 2.1 παρουσιάζει τον αντίκτυπο της αυξανόμενης γνώσης (ή τις επιπρόσθετες πληροφορίες στους γνωσιακούς κόμβους) για τον επιτεύξιμο ρυθμό των περιοχών που αντιστοιχούν στα πρωτόκολλα που χρησιμοποιούν αυτές οι επιπρόσθετες πληροφορίες, στο σχήμα 2.4 παρουσιάζει τον αντίκτυπο της συνεργασίας του πομπού. Σε αυτό το σχήμα, η περιοχή που επιτυγχάνεται μέσω της ασύμμετρης συνεργασίας του πομπού (*γνωσιακή συμπεριφορά*) συγκρίνεται με την (1) περιοχή της ευρυεκπομπής του Γκαουσσσιανού MIMO καναλιού (στην οποία οι δύο πομποί μπορούν να συνεργαστούν, *τη συνεργατική συμπεριφορά*, στο [5,105]), (2) τον επιτεύξιμο ρυθμό της περιοχής για την παρεμβολή του καναλιού που λαμβάνεται στο [40] (ο μεγαλύτερος που είναι γνωστός μέχρι σήμερα για την περίπτωση του Γκαουσσσιανού θορύβου, *την ανταγωνιστική συμπεριφορά*)⁵, και (3) την περιοχή του μερισμού του χρόνου όπου οι δύο πομποί εναλλάσσονται χρησιμοποιώντας το κανάλι (*η συμπεριφορά της αποφυγής της παρεμβολής*). Σημειώνουμε ότι το πλαίσιο για την περιοχή της ευρυεκπομπής του Γκαουσσσιανού MIMO καναλιού μπορεί επίσης να χρησιμοποιηθεί για να εκφράσει έναν επιτεύξιμο ρυθμό της περιοχής για την ασύμμετρη συνεργασία του Γκαουσσσιανού καναλιού στο [20].



Σχήμα 2.4: Η περιοχή της χωρητικότητας για την ευρυεκπομπή του Γκαουσιανού 2 x 1 MIMO καναλιού δύο - δεκτών (εξωτερικό), το γνωσιακό κανάλι (μεσαίο), η επιτεύξιμη περιοχή της παρεμβολής του καναλιού (η δεύτερη μικρότερη) και η περιοχή του μερισμού του χρόνου (εσώτατη) για τις ισχύς του Γκαουσιανού θορύβου $N_1 = N_2 = 1$, τους περιορισμούς της ισχύος $P_1 = P_2 = 10$ στους δύο πομπούς και στις τρεις διαφορετικές παραμέτρους του καναλιού h_{12}, h_{21} .

Ενώ το παραπάνω κανάλι υποθέτει την μη αιτιακή γνώση του μηνύματος, μια ποικιλία από διφασικά ημιαμφίδρομα αιτιακά συστήματα έχουν παρουσιαστεί στο [24,64], ενώ ένας αμφίδρομος ρυθμός της περιοχής μελετήθηκε στο [4]. Πολλοί επιτεύξιμοι ρυθμοί των περιοχών παράγονται από την κατοχή του αρχικού πομπού και εκμεταλλεύονται την γνώση της ακριβούς παρεμβολής που βλέπει στους δέκτες (π.χ., η κωδικοποίηση dirty-paper στα κανάλια με AWGN). Η απόδοση της κωδικοποίησης dirty-paper όταν αναλύεται αυτή η υπόθεση έχει μελετηθεί στα πλαίσια ενός σύνθετου καναλιού στο [80] και σ' ένα κανάλι στο οποίο η παρεμβολή είναι μερικώς γνωστή [37].

Τα γνωσιακά κανάλια έχουν επίσης εξερευνηθεί στα πλαίσια των πολλαπλών κόμβων ή και των κεραιών. Οι επεκτάσεις στα κανάλια στα οποία και τα αρχικά και τα δευτεροβάθμια δίκτυα διαμορφώνουν την κλασική πολλαπλή πρόσβαση των καναλιών που έχει εξεταστεί στο [11,23]. Οι γνωσιακές εκδόσεις του X καναλιού [75] έχουν εξεταστεί στο [26,53], ενώ οι γνωσιακές μεταδόσεις χρησιμοποιώντας τις πολλαπλές κεραιές χωρίς την ασύμμετρη συνεργασία του πομπού έχουν εξεταστεί στο [115].

2.3 Η γνωσιακή ανίχνευση με τις επιπρόσθετες πληροφορίες

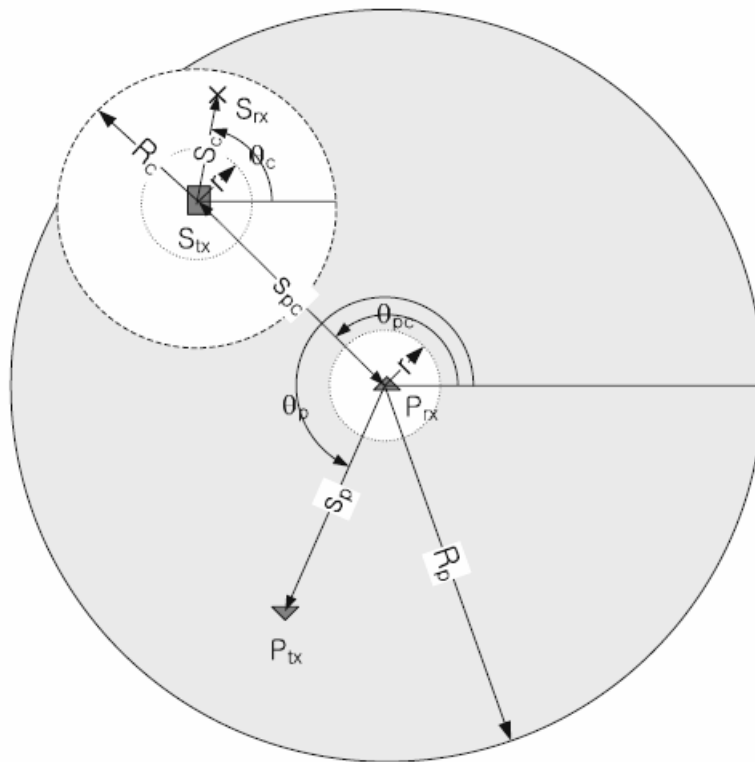
Η ανίχνευση είναι ένα έμφυτο πρόβλημα σ' ένα γνωσιακό δίκτυο που απαιτεί μη επικαλυπτώμενες τις αρχικές και τις δευτεροβάθμιες διαδικασίες. Η ανίχνευση του φάσματος έχει ακολουθηθεί από έναν μεγάλο αριθμό ερευνητών. Αναφέρουμε εδώ μόνο ένα συγκεκριμένο αποτέλεσμα για την επίδραση των επιπρόσθετων πληροφοριών στην απόδοση της γνωσιακής ανίχνευσης[44]. Αυτές οι επιπρόσθετες πληροφορίες μπορούν να αποτελέσουν τις χωρικές θέσεις των αρχικών και των γνωσιακών δεκτών και την *εκ των προτέρων* πιθανότητα της αρχικής μετάδοσης. Για την ανίχνευση των αλγόριθμων με βάση την Bayesian του υπολογισμού της ανίχνευσης της ενέργειας, τέτοιες επιπρόσθετες πληροφορίες επηρεάζουν την ανίχνευση του κατωφλίου και την προκύπτουσα απόδοση. Συγκεκριμένα, οι πληροφορίες στις χωρικές θέσεις μπορούν να βοηθήσουν για να σταθεροποιήσουν την απόδοση του παράγοντα της αρχικής δραστηριότητας σε μια ευρεία περιοχή. Η *εκ των προτέρων* πιθανότητα της ασύμμετρης αρχικής μετάδοσης βοηθά περαιτέρω να βελτιώσει την απόδοση σημαντικά.

Ειδικότερα, θεωρούν ένα κυκλικό δίκτυο μ' ένα ενιαίο αρχικό ζευγάρι $T_x - R_x$ και ένα ενιαίο δευτεροβάθμιο ζευγάρι $T_x - R_x$, όπως φαίνεται στο σχήμα 2.5. Ο αρχικός δέκτης είναι στο κέντρο του δικτύου, ενώ και οι αρχικοί και οι δευτεροβάθμιοι πομποί βρίσκονται τυχαία και ομοιόμορφα μέσα στο δίσκο. Στο δευτεροβάθμιο πομπό, η γνώση των θέσεων του αρχικού δέκτη (P_{rx}) και του δευτεροβάθμιου δέκτη (S_{rx}) θεωρούνται ως επιπρόσθετες πληροφορίες.

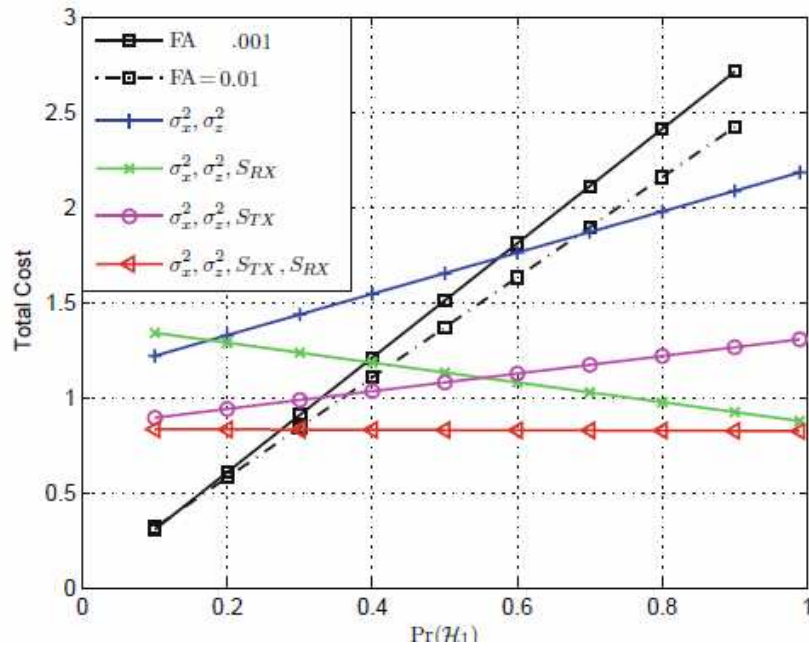
Για την ανίχνευση με βάση την Bayesian του υπολογισμού της ανίχνευσης της ενέργειας, η ανίχνευση του κατωφλίου επιλέγεται για να ελαχιστοποιήσει ένα συνολικό κόστος που αποτελείται από την παρεμβολή που προκαλείται από τους δευτεροβάθμιους πομπούς όταν το φάσμα είναι σε χρήση και χάνεται η δυνατότητα της μετάδοσης η οποία επηρεάζεται από τους δευτεροβάθμιους χρήστες που δεν λειτουργούν όταν το φάσμα είναι σε αδράνεια. Το σχήμα 2.6^ο παρουσιάζει την απόδοση της ανίχνευσης με τους διάφορους συνδυασμούς των επιπρόσθετων πληροφοριών στις χωρικές θέσεις. Οι συγκρίσεις με τον τυποποιημένο σταθερό ανιχνευτή ψεύτικου συναγερμού (CFAR) [60] με $P_{FA} = 0.001$ και 0.01, χωρίς οποιεσδήποτε επιπρόσθετες πληροφορίες, επίσης συμπεριλαμβάνονται. Η χωρική θέση των

πληροφοριών μπορεί να βελτιώσει την απόδοση μεταξύ 1.5 και 3 φορές, και εξαρτάται ανάλογα από τον παράγοντα της αρχικής δραστηριότητας και το συνδυασμό των διαθέσιμων πληροφοριών. Το σχήμα 2.7⁶ παρουσιάζει την απόδοση με τις πρόσθετες πληροφορίες στην πιθανότητα της αρχικής μετάδοσης ρ . Όταν το ρ είναι ασύμμετρο τότε η γνώση του ρ βελτιώνει περαιτέρω την απόδοση του ανιχνευτή εντυπωσιακά.

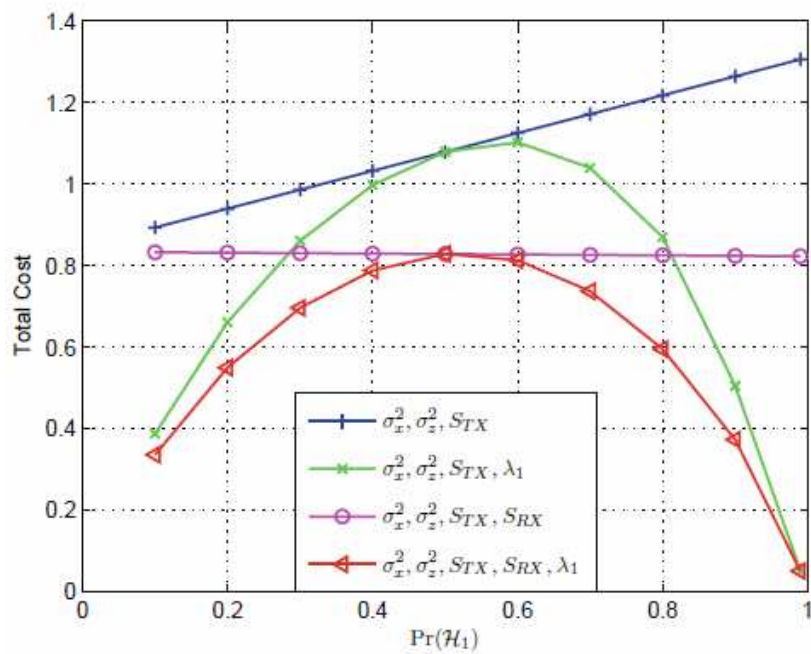
Ενώ η ανίχνευση του φάσματος είναι θεμελιώδης στον σχεδιασμό ενός δικτύου της γνωσιακής ραδιοεπικοινωνίας που βασίζεται στην προσέγγιση της αποφυγής της παρεμβολής, η ανάλυση της παρεμβολής είναι ένα θεμελιώδες τμήμα του σχεδιασμού της γνωσιακής ραδιοεπικοινωνίας που βασίζεται στα παραδείγματα της παρεμβολής του ελέγχου και του μετριασμού. Η επόμενη ενότητα εξετάζει την ανάλυση της παρεμβολής σ' ένα δίκτυο της γνωσιακής ραδιοεπικοινωνίας.



Σχήμα 2.5: Η διάρθρωση του δικτύου.



Σχήμα 2.6: Οι συγκρίσεις του συνολικού κόστους χωρίς την γνώση του ρ .



Σχήμα 2.7: Οι συγκρίσεις του συνολικού κόστους με τη γνώση του ρ .

2.4 Η ανάλυση της παρεμβολής

Η ανάλυση της παρεμβολής έχει μελετηθεί από διάφορους συγγραφείς (δείτε, για παράδειγμα, [14,31,63,106,109]). Τα αποτελέσματα μπορούν να χρησιμοποιηθούν για να σχεδιάσουν τις διάφορες παραμέτρους του δικτύου για να εγγυηθούν μια ορισμένη απόδοση στους αρχικούς χρήστες. Ο στόχος μας εδώ είναι να παρουσιάσουμε μόνο ένα παράδειγμα αυτής της ανάλυσης της παρεμβολής και της εφαρμογής του σε δύο διαφορετικές ρυθμίσεις του δικτύου: ένα δίκτυο με τα αναγνωριστικά σήματα και ένα δίκτυο με τις αποκλειστικές περιοχές για τους αρχικούς χρήστες.

Θεωρείστε ένα εκτεταμένο, κυκλικό δίκτυο στο οποίο οι γνωσιακοί χρήστες κατανέμονται ομοιόμορφα με τη σταθερή πυκνότητα λ . Η ακτίνα D του δικτύου αυξάνεται με τον αριθμό των γνωσιακών χρηστών n . Η παρεμβολή που παράγεται από αυτούς τους γνωσιακούς χρήστες εξαρτάται από τις θέσεις τους, οι οποίες είναι τυχαίες, και στην τυχαία εξασθένιση του καναλιού. Αυτό οδηγεί στην τυχαία παρεμβολή. Η μέση ισχύς της παρεμβολής στη χειρότερη περίπτωση στους αρχικούς χρήστες, που μπορεί να αποδειχθεί ότι είναι στο κέντρο του κυκλικού δικτύου, μπορεί να υπολογιστεί ως εξής [102]:

$$E[I_n] = \frac{2\pi\lambda P}{(a-2)} \left(\frac{1}{\varepsilon^{\alpha-2}} - \frac{1}{D^{\alpha-2}} \right), \quad (2.6)$$

όπου a είναι ο εκθέτης της απόσβεσης κατά την διαδρομή, ε είναι ένας προστατευμένος δέκτης της ακτίνας και το P είναι η γνωσιακή ισχύς της μετάδοσης. Υπό τον όρο ότι ο εκθέτης της απόσβεσης κατά την διαδρομή είναι $a > 2$, τότε η μέση παρεμβολή είναι οριακή, ακόμη και μ' έναν άπειρο αριθμό γνωσιακών χρηστών ($n \rightarrow \infty$ ή $D \rightarrow \infty$).

Η μέση παρεμβολή μπορεί να χρησιμοποιηθεί είτε για να περιορίσει την ισχύ της μετάδοσης των γνωσιακών χρηστών και είτε για να σχεδιάσει ορισμένες παραμέτρους του δικτύου για να περιορίσει τον αντίκτυπο της παρεμβολής στους αρχικούς χρήστες. Έπειτα, συζητάμε δύο παραδείγματα για το πώς η ανάλυση της παρεμβολής μπορεί να εφαρμοστεί για να σχεδιάσει τις παραμέτρους του δικτύου.

2.4.1 Ένα δίκτυο με τα αναγνωριστικά σήματα

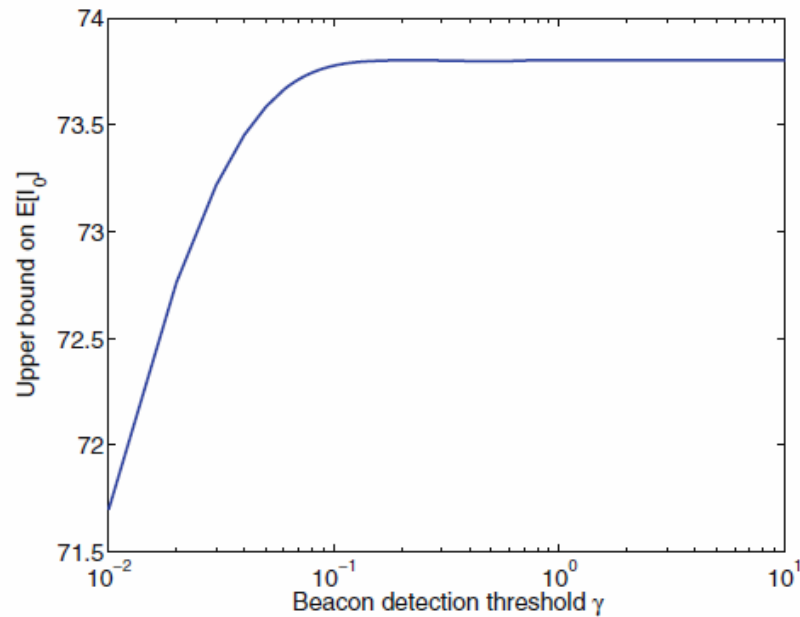
Σ' ένα δίκτυο με τα αναγνωριστικά σήματα, οι αρχικοί χρήστες εκπέμπουν ένα αναγνωριστικό σήμα πριν από κάθε μετάδοση. Αυτό το αναγνωριστικό σήμα παραλαμβάνεται απ' όλους τους χρήστες στο δίκτυο. Οι γνωσιακοί χρήστες, επάνω στην ανίχνευση αυτού του αναγνωριστικού σήματος, απέχουν από την εκπομπή κατά την επόμενη διάρκεια. Ένας τέτοιος μηχανισμός σχεδιάζεται για να αποφύγει την παρεμβολή από τους γνωσιακούς χρήστες στους αρχικούς χρήστες. Στην πράξη, ωστόσο, λόγω της εξασθένησης του καναλιού, οι γνωσιακοί χρήστες μπορούν κάποτε να μην ανιχνεύσουν το αναγνωριστικό σήμα. Μπορούν τότε να εκπέμπουν ταυτόχρονα με τους αρχικούς χρήστες, που δημιουργούν την παρεμβολή. Αυτή η παρεμβολή εξαρτάται από ορισμένες παραμέτρους, όπως την ανίχνευση του κατωφλίου του αναγνωριστικού σήματος, την απόσταση μεταξύ του αρχικού πομπού και του δέκτη, και την προστατευμένη ακτίνα του δέκτη. Με τον σχεδιασμό των παραμέτρων του δικτύου, όπως την ανίχνευση του κατωφλίου του αναγνωριστικού σήματος, κάποια από τις παραμέτρους μπορεί να ελέγξει αυτήν την παρεμβολή για να περιορίσει τον αντίκτυπό της απόδοσης στους αρχικούς χρήστες.

Χρησιμοποιώντας μια απλή ανίχνευση της ισχύος του κατωφλίου, η πιθανότητα του απολεσθέντος αναγνωριστικού σήματος μπορεί να αποδειχθεί για να είναι

$$q = 1 - e^{-\gamma d^a}, \quad (2.7)$$

πού πάλι το a είναι ο εκθέτης της απόσβεσης κατά την διαδρομή, το γ δείχνει τον λόγο μεταξύ της ισχύος του κατωφλίου και του αναγνωριστικού σήματος που εκπέμπει την ισχύ (ή την ανίχνευση του κατωφλίου του αναγνωριστικού σήματος), και το d είναι η απόσταση από τον γνωσιακό χρήστη στον αρχικό πομπό (το αναγνωριστικό σήμα του πομπού). Λαμβάνοντας υπόψη έναν ορισμένο παράγοντα της δραστηριότητας των γνωσιακών χρηστών όταν η απώλεια του αναγνωριστικού σήματος, η παραγόμενη παρεμβολή μπορεί μετά να υπολογιστεί αναλυτικά στο [102]. Τα όρια στην παρεμβολή μπορούν μετά να βοηθήσουν στο σχέδιο των παραμέτρων του δικτύου.

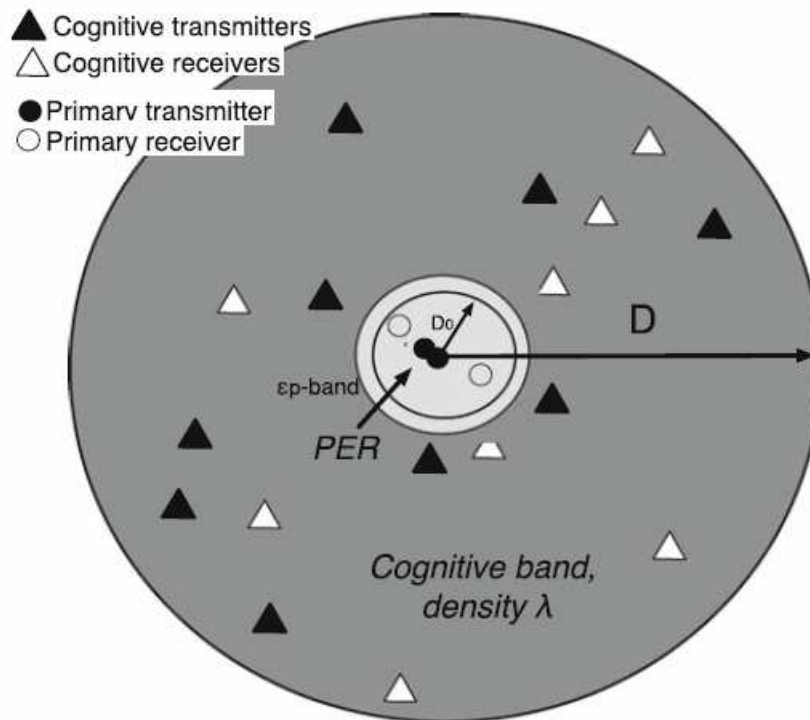
Για παράδειγμα, το όριο της παρεμβολής συναρτήσει της ανίχνευσης του κατωφλίου του αναγνωριστικού σήματος μπορεί να σχεδιαστεί όπως στο σχήμα 2.8. Αυτή η γραφική παράσταση παρέχει ένα συγκεκριμένο ρυθμό στον οποίο η παρεμβολή αυξάνεται όπως αυξάνεται το κατώφλι του αναγνωριστικού σήματος. Ο ρυθμός εξαρτάται από άλλες παραμέτρους όπως το a , το D , το ϵ και το P . Η περίπτωση όταν οι γνωσιακοί πομποί πάντα εκπέμπουν (ένα σύστημα ελάχιστου αναγνωριστικού σήματος) αντιστοιχεί σε $\gamma = \infty$.



Σχήμα 2.8: Ένα ανώτατο όριο στη μέση παρεμβολή συναρτήσει του επιπέδου του κατωφλίου του αναγνωριστικού σήματος.

2.4.2 Ένα δίκτυο με τις αρχικές αποκλειστικές περιοχές

Ένας άλλος τρόπος για να περιοριστεί ο αντίκτυπος των γνωσιακών χρηστών στους αρχικούς χρήστες είναι να επιβληθεί μια ορισμένη απόσταση από τον αρχικό χρήστη, μέσα στην οποία οι γνωσιακοί χρήστες δεν μπορούν να εκπέμπουν. Αυτή η διάρθρωση εμφανίζεται κατάλληλη σ' ένα δίκτυο ευρυεκπομπής στο οποίο υπάρχει ένας αρχικός πομπός επικοινωνώντας με τους πολλαπλούς αρχικούς δέκτες. Τα παραδείγματα περιλαμβάνουν το τηλεοπτικό δίκτυο ή την κατερχόμενη σύνδεση στο κυψελοειδές δίκτυο. Σε αυτά τα δίκτυα, οι αρχικοί δέκτες μπορούν να είναι παθητικές συσκευές και επομένως είναι δύσκολο να ανιχνευθούν από τους γνωσιακούς χρήστες, σε αντίθεση με τον αρχικό πομπό του οποίου η θέση μπορεί να προκύψει εύκολα. Κατά συνέπεια μπορεί να είναι λογικό να τοποθετηθεί μια αποκλειστική ακτίνα D_0 γύρω από τον αρχικό πομπό, μέσα στην οποία δεν επιτρέπονται οι γνωσιακές μεταδόσεις. Τέτοια αρχική αποκλειστική περιοχή (PER) έχει προταθεί για την επερχόμενη κατανομή του φάσματος της τηλεοπτικής ζώνης [45,76]. Οι γνωσιακοί πομποί τυχαία και ομοιόμορφα κατανέμονται έξω από το PER, μέσα σ' ένα δίκτυο της ακτίνας D από τον αρχικό πομπό. Δεδομένου ότι ο αριθμός των γνωσιακών χρηστών αυξάνεται, το D αυξάνεται. Το μοντέλο του δικτύου παρουσιάζεται στο σχήμα 2.9.

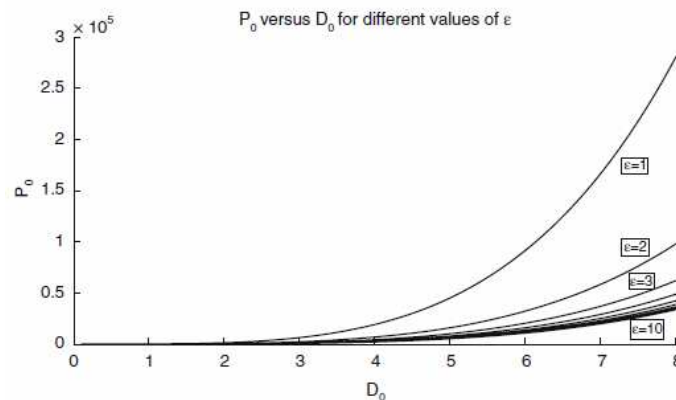


Σχήμα 2.9: Ένα γνωσιακό δίκτυο αποτελείται από έναν ενιαίο αρχικό πομπό στο κέντρο μιας αρχικής αποκλειστικής περιοχής (PER) με την ακτίνα D_0 , η οποία περιέχει τον προοριζόμενο δέκτη της. Γύρω από το PER είναι μια προστατευμένη ζώνη του πλάτους $\varepsilon > 0$. Έξω από το PER και τις προστατευμένες ζώνες, η γνωσιακοί πομποί κατανέμονται τυχαία και ομοιόμορφα με την πυκνότητα λ .

Ενδιαφέρον είναι πώς να σχεδιαστεί η αποκλειστική ακτίνα D_0 , λαμβάνοντας υπόψη άλλες παραμέτρους του δικτύου, για να εγγυηθεί μια διακοπή της απόδοσης στους αρχικούς χρήστες. Αυτή η διακοπή της απόδοσης εγγυάται έναν ορισμένο ρυθμό δεδομένων για ένα ορισμένο ποσοστό του χρόνου για όλους τους αρχικούς δέκτες μέσα στο PER. Στην χειρότερη περίπτωση ο δέκτης είναι στην άκρη του PER σ' ένα δίκτυο μ' έναν άπειρο αριθμό γνωσιακών χρηστών ($D \rightarrow \infty$).

Χρησιμοποιώντας την ανάλυση της παρεμβολής της ισχύος (2.6), σε συνδυασμό με τον περιορισμό της διακοπής, μια ρητή σχέση μεταξύ D_0 και άλλων παραμέτρων, συμπεριλαμβανομένης της προστατευμένης ακτίνας ε , η εκπεμπόμενη ισχύς του αρχικού χρήστη P_0 και οι γνωσιακοί χρήστες P , μπορούν να καθιερωθούν [101]. Παραδείγματος χάριν, η σχέση μεταξύ D_0 και της αρχικής ισχύος του πομπού P_0 παρουσιάζεται στο σχήμα 2.10. Η αύξηση της ισχύος στην τέταρτη σειρά παρουσιάζεται εδώ ευθύγραμμη με τον εκθέτη της απόσβεσης κατά την διαδρομή $\alpha=4$. Ο αριθμός δείχνει ότι μια μικρή

αύξηση στον δέκτη της προστατευμένης ακτίνας ϵ μπορεί να οδηγήσει σε μια μεγάλη μείωση της απαιτούμενης αρχικής εκπεμπόμενης ισχύς P_0 για να φθάσει σ' έναν δέκτη σε μια δεδομένη ακτίνα D_0 ικανοποιώντας τον δεδομένο περιορισμό της διακοπής.



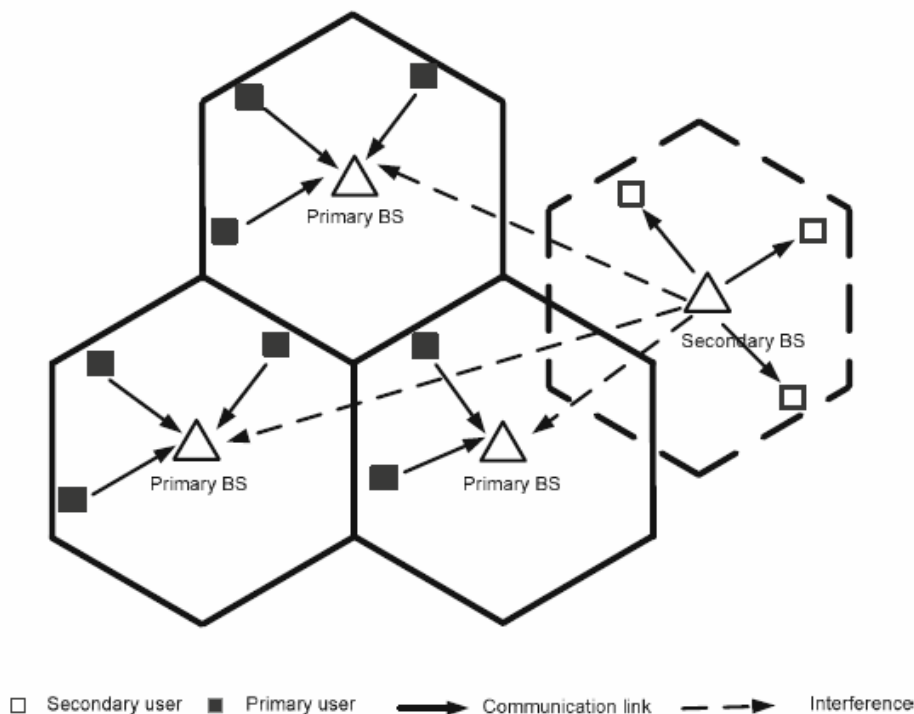
Σχήμα 2.10: Η σχέση μεταξύ της αρχικής εκπεμπόμενης ισχύς P_0 και της αποκλειστικής περιοχής της ακτίνας D_0 .

2.5 Η πρακτική του γνωσιακού δικτύου στην εφαρμοσμένη μηχανική: Η προσέγγιση του ελέγχου της παρεμβολής

Ο έλεγχος της παρεμβολής με βάση την κατανομή του φάσματος επιτρέπει τις ταυτόχρονες μεταδόσεις στους αρχικούς και στους δευτεροβάθμιους χρήστες δεδομένου των περιορισμών της συνολικής παρεμβολής στους αρχικούς δέκτες. Αυτοί οι περιορισμοί της παρεμβολής της ισχύος, στην ουσία, απαιτούν ένα περίπλοκο σύστημα ελέγχου της ισχύος για τους δευτεροβάθμιους πομπούς. Προκειμένου να καλυφθούν οι περιορισμοί της παρεμβολής και οι απαιτήσεις QoS για τους δευτεροβάθμιους χρήστες, οι απολαβές του καναλιού μεταξύ των δευτεροβάθμιων χρηστών και από τους δευτεροβάθμιους χρήστες στους αρχικούς δέκτες απαιτούνται συνήθως για την κατάλληλη κατανομή της ισχύος. Συλλέγοντας στο κανάλι τις πληροφορίες για την απολαβή μεταξύ των δευτεροβάθμιων χρηστών είναι πιθανές σε πολλές περιπτώσεις, η λήψη των απολαβών του καναλιού από τους δευτεροβάθμιους πομπούς στους αρχικούς δέκτες δεν είναι συνήθως τετριμμένη επειδή τα αρχικά δίκτυα μπορούν να μην βοηθήσουν τα δευτεροβάθμια δίκτυα στη μέτρηση / στον υπολογισμό των απολαβών του καναλιού. Ως εκ τούτου, αν και θεωρητικά η προσέγγιση του ελέγχου της παρεμβολής μπορεί να χρησιμοποιηθεί και στα κεντρικά και στα

κατανεμημένα ασύρματα δίκτυα, αυτό το παράδειγμα πρόσβασης του φάσματος θα ίσχυε για τα δίκτυα με την υποδομή όπως τα κυψελοειδή δίκτυα όπου οι πληροφορίες της κατάστασης του καναλιού μπορούν να ληφθούν εύκολα.

Ένα χαρακτηριστικό παράδειγμα όπου η προσέγγιση του ελέγχου της παρεμβολής μπορεί να απασχοληθεί για τα κυψελοειδή τύπου δίκτυα παρουσιάζεται στο σχήμα 2.11. Σε αυτό το παράδειγμα, οι σταθμοί βάσεων (BSs) στο δευτεροβάθμιο δίκτυο εκπέμπουν στην κατεύθυνση της κατερχόμενης ζεύξης που εκμεταλλεύεται τις αδειοδοτημένες ζώνες της συχνότητας που χρησιμοποιούνται από τους αρχικούς χρήστες στην ανερχόμενη ζεύξη της κατεύθυνσης. Γι' αυτή την ρύθμιση του συγκεκριμένου δικτύου, οι απολαβές του καναλιού από τους δευτεροβάθμιους πομπούς (δηλαδή, τους δευτεροβάθμιους BS) στους αρχικούς δέκτες (δηλαδή, τους αρχικούς BS) μπορούν να υπολογιστούν από τα δευτεροβάθμια δίκτυα χρησιμοποιώντας τα πιλοτικά σήματα που εκπέμπονται από το αρχικό BSs. Η ρύθμιση του παρόμοιου δικτύου εξετάστηκε στο [62,68] όπου οι δευτεροβάθμιοι χρήστες (δηλαδή, οι γνωσιακές ραδιοεπικοινωνίες) χρησιμοποιούν έναν ειδικό τρόπο για την επικοινωνία. Σε αυτή την ενότητα, περιγράφουμε ένα χαρακτηριστικό μοντέλο της κατανομής του φάσματος με QoS και τους περιορισμούς της δικαιοσύνης για τους δευτεροβάθμιους χρήστες και τους περιορισμούς της παρεμβολής για τους αρχικούς χρήστες. Για την ευκολία της έκθεσης, αναφερόμαστε στην ρύθμιση του δικτύου στο σχήμα 2.11 στην περιγραφή του μοντέλου όπου οι μονοαλματικές ροές κίνησης εξετάζονται. Θα συζητήσουμε το σχέδιο με τις πολυαλματικές ροές κίνησης αργότερα.



Σχήμα 2.11: Το χαρακτηριστικό παράδειγμα της πρόσβασης του φάσματος χρησιμοποιώντας το παράδειγμα του ελέγχου της παρεμβολής

2.5.1 Η περίπτωση της ενιαίας κεραίας

Η εφαρμοσμένη μηχανική των ασύρματων δικτύων είναι γενικά πιο προκλητική από την εφαρμοσμένη μηχανική του αντίστοιχου ενσύρματου. Αυτό οφείλεται στα ενδογενή χαρακτηριστικά της μετάδοσης ενός ασύρματου καναλιού με την εξασθένηση και την σκίαση. Ως αποτέλεσμα, οι χρήστες οι οποίοι εκχωρούνται στην ίδια ποσότητα των πόρων της ραδιοεπικοινωνίας θα μπορούσαν να επιτύχουν διαφορετικές επιδόσεις για τον ρυθμό απόδοσης. Επομένως, η εφαρμοσμένη μηχανική του ασύρματου δικτύου πρέπει να διατηρήσει ορισμένη δικαιοσύνη μεταξύ των διαφορετικών χρηστών έτσι ώστε οι χρήστες με τις δυσμενείς συνθήκες του καναλιού να έχουν ακόμα την ικανοποιητική απόδοση. Επιπλέον, οι περισσότερες ασύρματες εφαρμογές έχουν ορισμένες απαιτήσεις QoS οι οποίες συνήθως μπορούν να περιγραφούν από τα μέτρα της διαφορετικής απόδοσης όπως ο ρυθμός απόδοσης, η καθυστέρηση, ο τρόμος φάσης της καθυστέρησης. Αυτές οι απαιτήσεις QoS συνήθως ανταποκρίνονται σε ορισμένους ελάχιστους ρυθμούς μετάδοσης ή στον λόγο του σήματος προς θόρυβο για τους ασύρματους χρήστες.

Το πρόβλημα του βέλτιστου φάσματος που μοιράζεται μεταξύ των δευτεροβάθμιων χρηστών μπορεί να διατυπωθεί ως μια βελτιστοποίηση του προβλήματος με μια κατάλληλη αντικειμενική συνάρτηση και ένα σύνολο από περιορισμούς που συλλαμβάνουν την ισότητα του χρήστη, τους περιορισμούς QoS για τους δευτεροβάθμιους χρήστες, και τους περιορισμούς της παρεμβολής για τους αρχικούς χρήστες. Υποθέστε ότι υπάρχουν n δευτεροβάθμιοι χρήστες και m αρχικοί δέκτες. Χάριν της συντομίας, ο όρος του δευτεροβάθμιου χρήστη αναφέρεται εδώ σ' ένα ζευγάρι των δευτεροβάθμιων χρηστών που επικοινωνούν ο ένας με τον άλλον μ' έναν ειδικό τρόπο ή ένας δευτεροβάθμιος χρήστης επικοινωνεί με τους BS σε μια κυψελοειδή ρύθμιση.

Θέτει ως R_i για να δείξει τον επιτεύξιμο ρυθμό για το δευτεροβάθμιο χρήστη i ο οποίος εξαρτάται από το ποσό της κατανεμημένης ισχύος, του εύρους ζώνης, του θορύβου και της παρεμβολής που λαμβάνει από άλλους αρχικούς και δευτεροβάθμιους χρήστες. Για να σχεδιάσουμε το δίκτυο της γνωσιακής ραδιοεπικοινωνίας, θα επιλέγαμε μια κατάλληλη αντικειμενική συνάρτηση για την υποκείμενη κατανομή του φάσματος της βελτιστοποίησης του προβλήματος που θα μπορούσε να ισορροπήσει την καλή συνολική απόδοση του δικτύου καθώς επίσης και την ισότητα για τους δευτεροβάθμιους χρήστες. Στο [82], μια τέτοια αντικειμενική συνάρτηση, η οποία παραμετροποιείται από μια παράμετρο κ , προτάθηκε ως εξής:

$$U(R_1, R_2, \dots, R_n) = \sum_{i=1}^n f_k(R_i), \quad (2.8)$$

όπου $f_k(x)$ είναι η συνάρτηση χρησιμότητας για έναν χρήστη που μπορεί να γραφτεί ως

$$f_k(x) = \begin{cases} \ln(x) & \text{εάν } k=1 \\ \frac{x^{1-k}}{1-k} & \text{αλλιώς} \end{cases}. \quad (2.9)$$

Αυτή η γενική αντικειμενική συνάρτηση μπορεί να επιτύχει διαφορετικούς τύπους ισότητας που εξαρτώνται από την παράμετρο κ . Συγκεκριμένα, για $\kappa=0$ ο συνολικός ρυθμός απόδοσης μεγιστοποιείται, ενώ για $\kappa=1$ επιτυγχάνει την ανάλογη ισότητα για τους διαφορετικούς χρήστες [61], για $\kappa=2$ επιτυγχάνει την αρμονική μέση ισότητα και για $\kappa \rightarrow \infty$ παρέχει τη μέγιστη – ελάχιστη ισότητα. Γενικά, όσο υψηλότερη η τιμή του κ τόσο δικαιότερη η λύση της βελτιστοποίησης του υποκείμενου προβλήματος. Θέτω το h_{ij} να δείξει την απολαβή του καναλιού από τον πομπό του δευτεροβάθμιου χρήστη j στον αρχικό δέκτη i , P_i δείχνουν την εκπεμπόμενη ισχύ του δευτεροβάθμιου πομπού i , και το I_j δείχνει το μέγιστο ανεκτό επίπεδο παρεμβολής στον αρχικό δέκτη j . Υποθέστε ότι κάθε δευτεροβάθμιος χρήστης i περιγράφει μια ελάχιστη απαίτηση QoS από την άποψη του ελάχιστου ρυθμού B_i . Το πρόβλημα της κατανομής του φάσματος για τους δευτεροβάθμιους χρήστες κάτω από το QoS και οι περιορισμοί της παρεμβολής μπορούν να διατυπωθούν ως εξής:

$$\text{Μεγιστοποιώ } U(R_1, R_2, \dots, R_n)$$

Υπό τον όρο

$$R_i \geq B_i, \quad i=1,2,\dots,n$$

$$\mu_j = \sum_{i=1}^n h_{j,i} P_i \leq I_j, \quad j=1,2,\dots,m,$$

Όπου μ_j είναι η συνολική παρεμβολή που δημιουργείται από τους δευτεροβάθμιους χρήστες στον αρχικό δέκτη j .

Η βελτιστοποίηση του προβλήματος που διατυπώνεται παραπάνω μπορεί να λυθεί αποτελεσματικά σε περιπτώσεις όπου είναι κυρτό. Για τα σχέδια όπου το διατυπωμένο πρόβλημα είναι μη κυρτό, ένας γρήγορος και ανεπαρκής αλγόριθμος μπορεί να απαιτηθεί. Διαπιστώνεται ότι η βελτιστοποίηση του διατυπωμένου προβλήματος μπορεί να μην είναι εφικτή όταν οι περιορισμοί του είναι πάρα πολύ αυστηροί ή/και το φορτίο του δικτύου είναι πάρα πολύ υψηλό. Εάν αυτό συμβαίνει, ένας έλεγχος αποδοχής του μηχανισμού πρέπει να κληθεί για να περιορίσει τον αριθμό των αποδεκτών των δευτεροβάθμιων χρηστών. Έπειτα, η κατανομή της ισχύος για το σύνολο των αποδεκτών δευτεροβάθμιων χρηστών μπορεί να εκτελεσθεί. Χρησιμοποιώντας αυτό το πλαίσιο, στο [68], μια προσέγγιση της λύσης που προτάθηκε για τον συνδυασμένο έλεγχο αποδοχής και του προβλήματος της κατανομής της

ισχύος για τους δευτεροβάθμιους χρήστες που υποθέτουν την πολλαπλή πρόσβαση διαίρεσης κώδικα (CDMA) της τεχνολογίας στο φυσικό στρώμα.

Προκειμένου να ληφθούν οι λύσεις της κατανομής της ισχύος για τα προαναφερθέντα προβλήματα της κατανομής του φάσματος, οι απολαβές του καναλιού μεταξύ των δευτεροβάθμιων χρηστών και από τους δευτεροβάθμιους πομπούς στους αρχικούς δέκτες πρέπει να υπολογίζονται συχνά. Δυστυχώς, οι στιγμιαίες απολαβές του καναλιού από τους δευτεροβάθμιους πομπούς στους αρχικούς δέκτες δεν μπορούν να ληφθούν εύκολα. Το δευτεροβάθμιο δίκτυο, ωστόσο, μπορεί να υπολογίσει τις αντίστοιχες απολαβές του καναλιού στην αντίστροφη κατεύθυνση με την εκμετάλλευση των πιλοτικών σημάτων που εκπέμπονται από τους αρχικούς δέκτες (δηλαδή, τους αρχικούς BSs). Λόγω του αμοιβαίου χαρακτηριστικού του ασύρματου καναλιού, το δευτεροβάθμιο δίκτυο μπορεί να λάβει τις απαραίτητες απολαβές του καναλιού που υπολογίζονται κατά μέσο όρο πέρα από τη βραχυπρόθεσμη εξασθένηση. Θέτω το \bar{h}_{ij} να είναι η μέση απολαβή του καναλιού από το δευτεροβάθμιο πομπό I στον αρχικό δέκτη j που υπολογίζεται με την εκμετάλλευση του πιλοτικού σήματος. Οι περιορισμοί της παρεμβολής στον αρχικό δέκτη j μπορούν να γραφτούν όπως

$$\bar{\mu}_j = \sum_{i=1}^n \bar{h}_{j,i} P_i \leq \theta I_j, \quad j=1,2,\dots,m, \quad (2.10)$$

όπου $\theta < 1$ είναι ένας συντηρητικός παράγοντας που πρέπει να επιλεχτεί για να κάνει τους περιορισμούς της παρεμβολής να παραβιαστούν με μια μικρή πιθανότητα. Από μαθηματική άποψη, πρέπει να έχουμε

$$\Pr[\mu_j > I_j \mid \mu_j \leq \theta I_j] \leq \Gamma_0, \quad j=1,2,\dots,m, \quad (2.11)$$

όπου Γ_0 είναι η επιθυμητή παρεμβολή περιορισμού της παραβίασης της πιθανότητας. Λαμβάνοντας υπόψη τις πληροφορίες από τις στατιστικές για την εξασθένηση του καναλιού, η παρεμβολή περιορισμού της παραβίασης της πιθανότητας είναι γραπτή στο (2.11) και μπορεί να υπολογιστεί. Ως εκ τούτου, η λύση της κατανομής της ισχύος μπορεί να ληφθεί με τον καθορισμό του παράγοντα θ και των αντίστοιχων ισχύων της μετάδοσης για τους δευτεροβάθμιους πομπούς στο [62]. Στο [71], ένα σχετικό πρόβλημα της κατανομής του φάσματος που λύθηκε μεγιστοποιεί τον ρυθμό απόδοσης των δευτεροβάθμιων δικτύων ενώ προστατεύει επαρκώς τους αρχικούς χρήστες διατηρώντας επαρκώς μια υψηλή πιθανότητα εντοπισμού. Αυτό το έγγραφο, ωστόσο, δεν εξέτασε τη δικαιοσύνη μεταξύ των δευτεροβάθμιων χρηστών αλλά προσπάθησε να ποσοτικοποιήσει τον ρυθμό απόδοσης και την ανίχνευση του ισολογισμού με την εύρεση μιας βέλτιστης ανίχνευσης του χρόνου.

2.5.2 Η περίπτωση της πολλαπλής κεραίας

Στα σχέδια όπου οι πολλαπλές κεραίες είναι διαθέσιμες στους δευτεροβάθμιους χρήστες ή/και στους αρχικούς δέκτες, περισσότερη προσοχή πρέπει να ληφθεί στην εκτέλεση της κατανομής της ισχύος για τους δευτεροβάθμιους χρήστες [71,112,115]. Γενικά, η διαθεσιμότητα των πολλαπλών κεραιών στους δευτεροβάθμιους πομπούς ή/και στους δέκτες παρέχει την δυνατότητα πολυπλεξίας και τις διαφορικές απολαβές που θα ενίσχυαν την απόδοση ενός δικτύου της γνωσιακής ραδιοεπικοινωνίας. Επιπλέον, εάν κάθε αρχικός δέκτης έχει τις πολλαπλές κεραίες, υπάρχουν δύο διαφορετικοί τρόποι να επιβληθούν οι περιορισμοί της παρεμβολής, δηλαδή ένας συνολικός περιορισμός της ισχύος της παρεμβολής πέρα από όλα λαμβάνει τις κεραίες ή ένα σύνολο περιορισμών της ισχύος της παρεμβολής που εφαρμόζονται σε κάθε μεμονωμένη κεραία που λαμβάνει. Επίσης, εάν κάθε αρχικός πομπός έχει τις πολλαπλές κεραίες, η κατανομή της ισχύος μεταξύ των κεραιών που εκπέμπεται κάτω από τους περιορισμούς της συνολικής εκπεμπόμενης ισχύος και τους περιορισμούς της ισχύος της παρεμβολής στους αρχικούς δέκτες πρέπει να εξεταστούν από κοινού.

Στο [112], τον από κοινού σχηματισμό δέσμης και την κατανομή της ισχύος για μια ενιαία είσοδο και πολλαπλή έξοδο (SIMO) MAC ενός δικτύου γνωσιακής ραδιοεπικοινωνίας με τους πολλαπλούς δευτεροβάθμιους πομπούς και τους αρχικούς δέκτες καθεμιά με μια κεραία που ερευνήθηκε. Σε αυτό το έγγραφο, οι λύσεις για το άθροισμα του ρυθμού της μεγιστοποίησης των προβλημάτων με ή χωρίς τις ελάχιστες προδιαγραφές SINR για τους δευτεροβάθμιους χρήστες που προτάθηκαν. Στο [115] η κατανομή της ισχύος για τη μεγιστοποίηση της χωρητικότητας ενός ενιαίου ζευγαριού των δευτεροβάθμιων χρηστών που χρησιμοποιούν MIMO εξετάστηκε. Και οι δυο περιπτώσεις μ' ένα ή και περισσότερα κανάλια που ερευνήθηκαν. Στο πλαίσιο αυτό της ρύθμισης του MIMO, η βέλτιστη εκπεμπόμενη ισχύς πάνω στις κεραίες μετάδοσης εκτελέστηκε. Αποδείχθηκε ότι με την εκμετάλλευση των πολλαπλών κεραιών, οι δευτεροβάθμιοι χρήστες μπορούν να ισορροπήσουν μεταξύ της χωρικής πολυπλεξίας για τη μετάδοσή τους περιορίζοντας ταυτόχρονα την παρεμβολή στους αρχικούς δέκτες. Σημειώστε ότι αυτές οι αρχικές εργασίες για τα δίκτυα της γνωσιακής ραδιοεπικοινωνίας που χρησιμοποιούν τις πολλαπλές κεραίες θεωρούν είτε μια ρύθμιση MIMO για ένα ενιαίο ζευγάρι των δευτεροβάθμιων χρηστών είτε μια ρύθμιση SIMO για τους πολλαπλούς δευτεροβάθμιους χρήστες. Επειδή το άθροισμα του ρυθμού της μεγιστοποίησης ευνοεί συνήθως τους χρήστες σε καλές συνθήκες, η ανταλλαγή μεταξύ του ρυθμού απόδοσης και της δικαιοσύνης πρέπει να θεωρηθεί μεγιστοποιώντας μια κατάλληλη συνάρτηση βοηθήματος όπως αυτή στην (2.8). Η επίλυση του προβλήματος του μερισμού του φάσματος με την εξέταση της δικαιοσύνης για τους δευτεροβάθμιους χρήστες και τους περιορισμούς της παρεμβολής για τους αρχικούς δέκτες σ' ένα πολλαπλό χρήστη MIMO στο δίκτυο της γνωσιακής ραδιοεπικοινωνίας είναι ακόμα ένα ανοικτό πρόβλημα.

2.6 Η πρακτική του γνωσιακού δικτύου στην εφαρμοσμένη μηχανική: Η προσέγγιση της αποφυγής της παρεμβολής.

Σε μια προσέγγιση της αποφυγής της παρεμβολής, οι δευτεροβάθμιοι χρήστες πρέπει να ανιχνεύσουν μια ζώνη συχνότητας που τους ενδιαφέρει και να εκπέμπουν μόνο εάν οι αρχικοί χρήστες δεν ανιχνεύονται στην επιλεγμένη ζώνη. Η προσέγγιση της αποφυγής της παρεμβολής είναι, επομένως, πιο συντηρητική από την προσέγγιση του ελέγχου της παρεμβολής. Ωστόσο, κανένας αυστηρός έλεγχος της ισχύος δεν απαιτείται γι' αυτό το παράδειγμα της πρόσβασης του φάσματος. Σε αυτήν την ενότητα, συζητάμε και τον προγραμματισμό και τις τυχαίες προσβάσεις που είναι βασισμένες στον έλεγχο πρόσβασης μέσου (MAC) και τις διάφορες τεχνικές γι' αυτήν την προσέγγιση της πρόσβασης του φάσματος. Και τα δυο σενάρια μονοαλματικής και πολυαλματικής μετάδοσης εξετάζονται. Δεδομένου ότι το ενδιαφέρον του φάσματος για ένα δευτεροβάθμιο δίκτυο είναι συνήθως πολύ ευρύ, η γρήγορη ευζωνική ανίχνευση του φάσματος είναι πολύ προκλητική. Για να λύσει αυτό το πρόβλημα, το ενδιαφέρον γι' αυτό το φάσμα μπορεί να διαιρεθεί σε πολλαπλές στενές ζώνες συχνότητας όπου η ανίχνευση του φάσματος μπορεί να γίνει από τις φτηνές συσκευές της ραδιοεπικοινωνίας. Γι' αυτόν τον λόγο, στην συνέχεια περιγράφουμε μόνο τα πολυκαναλικά ζητήματα MAC.

2.6.1 Η μονοαλματική περίπτωση

2.6.1.1 Ο προγραμματισμός με βάση το MAC

Ο προγραμματισμός με βάση το MAC για τις μονοαλματικές ροές θα εφαρμόζεται για ένα σημείο προς τα πολλαπλά σημεία του δικτύου. Αυτό θα συνέβαινε όταν επικοινωνούν οι πολλαπλοί δευτεροβάθμιοι χρήστες μ' έναν σταθμό βάσης (BS) ή ένα σημείο πρόσβασης (AP) χρησιμοποιώντας τις διαθέσιμες αδειοδοτημένες ζώνες της συχνότητας στο [72,73]. Λαμβάνοντας υπόψη τα αποτελέσματα της ανίχνευσης του φάσματος, ένας προγραμματιστής σε BS ή ένα AP έχει την πλήρη πληροφόρηση για τη διαθεσιμότητα όλων των καναλιών για να πάρει τις προγραμματισμένες αποφάσεις. Ο προγραμματιστής μπορεί επίσης περιστασιακά να εκμεταλλευτεί τις διακυμάνσεις στην ποιότητα του καναλιού από τα διαθέσιμα κανάλια λόγω της εξασθένησης για να ενισχύσει την απόδοση του ρυθμού απόδοσης στο [72,100]. Όπως σ' ένα παραδοσιακό πρόβλημα του προγραμματισμού, η δικαιοσύνη μεταξύ των χρηστών πρέπει να ληφθεί υπόψη στο σχεδιασμό ενός

προγραμματισμένου αλγορίθμου. Η βασική διαφορά σ' ένα γνωσιακό πρόβλημα του προγραμματισμού είναι ότι μερικά κανάλια μπορούν να μην είναι διαθέσιμα για τους δευτεροβάθμιους χρήστες σε κάποια δεδομένη στιγμή. Επομένως, οι στατιστικές πληροφορίες σχετικά με τη διαθεσιμότητα του καναλιού πρέπει να θεωρηθούν για να διατηρήσουν την καλή μακροπρόθεσμη απόδοση του ρυθμού απόδοσης και της δικαιοσύνης για τους δευτεροβάθμιους χρήστες. Σημειώστε ότι τα περιστασιακά προγραμματισμένα πολλαπλά κανάλια δεδομένου ότι έχουν ερευνηθεί σε μερικές πρόσφατες εργασίες (π.χ., στο [65,73]).

2.6.1.2 Τυχαία πρόσβαση με βάση το MAC

Μια τυχαία πρόσβαση με βάση το πρωτόκολλο MAC απαιτείται όταν δεν υπάρχει κανένας ελεγκτής στο δίκτυο για να συντονίσει την κατανομή του φάσματος για τους πολλαπλούς χρήστες. Μια χαρακτηριστική εφαρμογή για την τυχαία πρόσβαση με βάση το MAC είναι στα ειδικά δίκτυα (ad hoc networks) όπου ένας κόμβος μπορεί να εγκαταστήσει τις συνδέσεις των δεδομένων μ' έναν ή περισσότερους γειτονικούς κόμβους. Σε αυτήν την περίπτωση, ένα πρωτόκολλο MAC πρέπει να εκτελέσει τις ακόλουθες λειτουργίες:

- **Ο ανταγωνισμός και η δέσμευση του καναλιού:** Κάθε χρήστης με τα δεδομένα που εκπέμπει πρέπει να επιλέξει ένα ή περισσότερα διαθέσιμα κανάλια. Τα επιλεγμένα κανάλια πρέπει να είναι διαθέσιμα και στην πλευρά των πομπών και των δεκτών για να αποφύγουν τη σύγκρουση με τους αρχικούς χρήστες. Για τις δεσμεύσεις του καναλιού πρέπει να ενημερωθούν οι άλλοι γειτονικοί χρήστες για να αποφύγουν τις πιθανές συγκρούσεις μετάδοσης μεταξύ των δευτεροβάθμιων χρηστών.
- **Η ανίχνευση του φάσματος:** Λόγω της παρουσίας των αρχικών χρηστών, μερικά κανάλια μπορούν να μην είναι διαθέσιμα για τους δευτεροβάθμιους χρήστες. Επομένως, οι δευτεροβάθμιοι χρήστες πρέπει να ανιχνεύσουν τα επιλεγμένα κανάλια τους για να αποφύγουν τη σύγκρουση με τους αρχικούς χρήστες.

Παρακάτω, παρουσιάζουμε μερικές βασικές πτυχές του σχεδιασμού και τις προσεγγίσεις στην εφαρμοσμένη μηχανική για μια τυχαία πρόσβαση με βάση το γνωσιακό πρωτόκολλο MAC στα σχέδια του ενιαίου και του πολλαπλού χρήστη.

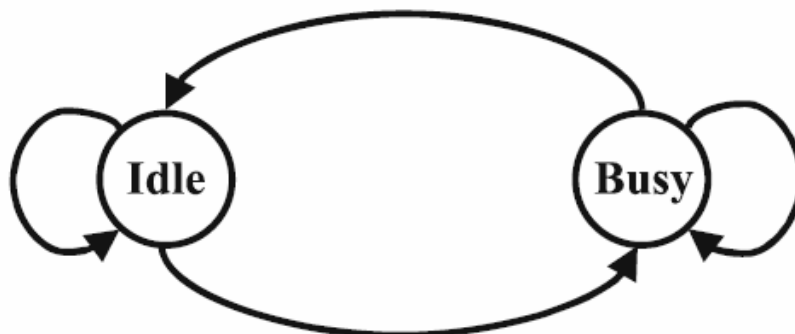
1. **Ο βέλτιστος σχεδιασμός του πρωτοκόλλου MAC για ένα σχέδιο ενός ενιαίου γνωσιακού χρήστη:** Εάν υπάρχει ένα ενιαίο ζευγάρι των δευτεροβάθμιων χρηστών που επικοινωνούν ο ένας με τον άλλον, τότε δεν υπάρχει καμία ανάγκη για την εκτέλεση της δέσμευσης και της επίλυσης του ανταγωνισμού του καναλιού. Το βασικό σχέδιο του προβλήματος γι' αυτήν την ρύθμιση είναι να εκμεταλλευτεί τις τρύπες του φάσματος σε όλα τα κανάλια για

να βελτιστοποιήσει την απόδοση του δευτεροβάθμιου δικτύου. Είναι προφανές ότι εάν ο δευτεροβάθμιος χρήστης μπορεί να ανιχνεύσει όλα τα κανάλια γρήγορα τότε θα έβρισκε απλά τα διαθέσιμα κανάλια και θα μπορούσε να εκπέμψει τα δεδομένα χρησιμοποιώντας αυτά τα κανάλια. Στην πράξη, ο χρόνος ανίχνευσης είναι συνήθως μη αμελητέος και ένας χρήστης μπορεί αμέσως να ανιχνεύσει μόνο το ένα ή έναν μικρό αριθμό καναλιών. Επομένως, μια βέλτιστη ανίχνευση και μια στρατηγική πρόσβασης διαδραματίζουν έναν σημαντικό ρόλο στη λήψη της καλής εκτέλεσης του δικτύου στο [8-10]. Μια τέτοια βέλτιστη ανίχνευση και στρατηγική πρόσβασης εξαρτάται έντονα από τις στατιστικές ιδιότητες της διαθεσιμότητας του καναλιού. Παρακάτω, περιγράφουμε τις προσεγγίσεις του σχεδιασμού σε δύο διαφορετικές περιπτώσεις για τη διαθεσιμότητα του καναλιού.

- *Υπόθεση Markovian:* Όταν η μετάδοση των δεδομένων των αρχικών χρηστών εμφανίζει συσχέτιση, η διαθεσιμότητα των καναλιών μπορεί να διαμορφωθεί ως “αλυσίδα” του Markov στο [32,117]. Εάν η διαθεσιμότητα ενός καναλιού είναι ανεξάρτητη από άλλα κανάλια, η “αλυσίδα” του Markov των δυο καταστάσεων μπορεί να χρησιμοποιηθεί για να διαμορφώσει την εξέλιξη μεταξύ των αδρανών και των απασχολημένων καταστάσεων (δηλαδή της διαθέσιμης και της μη διαθέσιμης μετάδοσης για τους δευτεροβάθμιους χρηστές, αντίστοιχα) κάθε καναλιού.

Στο σχήμα 2.12 παρουσιάζεται ένα διάγραμμα μετάβασης μιας “αλυσίδας” του Markov των δύο καταστάσεων για ένα συγκεκριμένο κανάλι. Υποθέστε ότι υπάρχουν κανάλια L και ο χρόνος διαιρείται σε ίσου μεγέθους χρονοθυρίδες. Επίσης, υποθέστε ότι ένας δευτεροβάθμιος χρήστης μπορεί να ανιχνεύσει L_1 κανάλια στην αρχή για κάθε χρονοθυρίδα και εκπέμψει τα

δεδομένα όσον αφορά τα διαθέσιμα κανάλια στο υπόλοιπο διάστημα του χρόνου όπου μια χρονοθυρίδα βασίζεται στην διάγνωση των αποτελεσμάτων. Παρακάτω, θα συζητήσουμε το χαρακτηριστικό βέλτιστο πρόβλημα του φάσματος και της πρόσβασης όπου ένας δευτεροβάθμιος χρήστης επιθυμεί να βρει το βέλτιστο σύνολο των καναλιών για να ανιχνεύσει κάθε χρονοθυρίδα και να επιτύχει τη μέγιστη μακροπρόθεσμη απόδοση του ρυθμού απόδοσης.



Σχήμα 2.12: Οι δυο καταστάσεις στο κανάλι Markov που περιγράφουν την διαθεσιμότητα κάθε καναλιού.

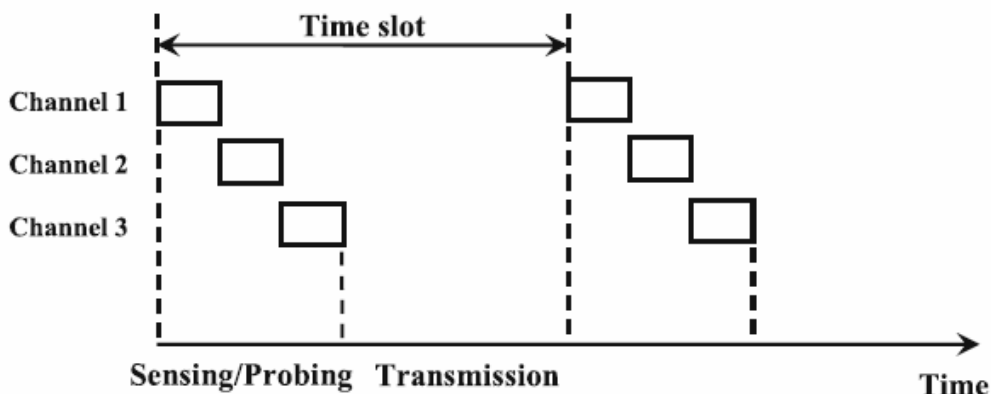
Συγκεκριμένα, ο δευτεροβάθμιος χρήστης λαμβάνει την απόφαση για την επιλογή του συνόλου των καναλιών για να ανιχνεύσει μια συγκεκριμένη χρονοθυρίδα με βάση τα αποτελέσματα των αποφάσεων και της ανίχνευσης σε όλες τις προηγούμενες χρονοθυρίδες. Στο [117], έχει αποδειχθεί ότι αυτό το πρόβλημα μπορεί να λυθεί χρησιμοποιώντας τη θεωρία της μερικώς παρατηρήσιμης για την διαδικασία λήψης της απόφασης *markov* (POMDP) στο [89]. Αυτό συμβαίνει επειδή από την ανίχνευση μόνο ένα υποσύνολο των καναλιών σε κάθε χρονοθυρίδα, ο δευτεροβάθμιος χρήστης μπορεί να λάβει μόνο μερικές πληροφορίες για τη διαθεσιμότητα όλων των καναλιών. Σύμφωνα με τη θεωρία POMDP, η γνώση της κατάστασης του συστήματος μπορεί να συνοψιστεί σ' ένα διάνυσμα στο [89].

Έστω $V = 2^L$ που δηλώνει τον αριθμό των συστημάτων των καταστάσεων κάθε ένα από τα οποία αντιπροσωπεύουν την αδρανή / απασχολημένη κατάσταση σε όλα τα κανάλια L . Στη συνέχεια, το διάνυσμα μπορεί να δηλωθεί ως $\Omega(t) = [\omega_1(t), \omega_2(t), \dots, \omega_L(t)]$ όπου $\omega_i(t)$ είναι η υπό όρους πιθανότητα (λαμβάνοντας υπόψη την απόφαση και την παρατήρηση της ιστορίας) ότι το δίκτυο βρίσκεται σε κατάσταση i στην αρχή της χρονοθυρίδας t . Επιπλέον, το διάνυσμα είναι μια επαρκή στατιστική για τη βέλτιστη πολιτική της ανίχνευσης. Στο [89], αποδείχθηκε ότι η βέλτιστη λύση του προβλήματος POMDP μπορεί να βρεθεί χρησιμοποιώντας μια γραμμική προσέγγιση του προγραμματισμού. Λαμβάνοντας υπόψη τη βέλτιστη λύση, ο δευτεροβάθμιος χρήστης μπορεί να βρει ένα σύνολο καναλιών να ανιχνεύσει σε κάθε χρονοθυρίδα. Ενημερώνει έπειτα την βεβαιότητα του διανύσματος που βασίζεται στα αποτελέσματα της ανίχνευσης τα οποία χρησιμοποιούνται για να βρεθεί μια λύση για την επόμενη χρονοθυρίδα. Αν και η βέλτιστη λύση γι' αυτό το περιστασιακό πρόβλημα της πρόσβασης του φάσματος μπορεί να υπολογιστεί, η πολυπλοκότητα αυξάνεται εκθετικά με τον αριθμό των καναλιών. Επομένως, προτιμάται συνήθως μια καλή και σχεδόν ευνοϊκότερη πολιτική ανίχνευσης του φάσματος στο [117].

- *Υπόθεση ανεξαρτησίας*: Σε αυτήν την περίπτωση, η διαθεσιμότητα κάθε καναλιού υποτίθεται ότι ήταν ανεξάρτητη από το χρόνο. Υποθέστε ότι κάθε κανάλι είναι είτε διαθέσιμο είτε απασχολημένο σε κάθε χρονοθυρίδα και ο ρυθμός μετάδοσής της επιλέγεται από ένα πεπερασμένο σύνολο ρυθμών. Έστω το T_s είναι το διάστημα της χρονοθυρίδας, το T_m είναι ο χρόνος της ανίχνευσης και της εξέτασης του καναλιού. Εδώ, η ανίχνευση χρησιμοποιείται για να ελέγξει τη διαθεσιμότητα ενός συγκεκριμένου καναλιού και η ανίχνευση χρησιμοποιείται για να βρει ένα παρόν εφικτό ρυθμό σ' ένα κανάλι. Εάν ένας δευτεροβάθμιος χρήστης ανιχνεύσει k κανάλια, ο κανονικοποιημένος υπόλοιπος χρόνος για τη μετάδοση δεδομένων είναι:

$$c_k = 1 - k \frac{T_m}{T_s}. \quad (2.12)$$

Ενδιαφερόμαστε για το βέλτιστο πρόβλημα της πρόσβασης του φάσματος όπου ο δευτεροβάθμιος χρήστης επιθυμεί να μεγιστοποιήσει το συνολικό ρυθμό της μετάδοσής του υιοθετώντας μια βέλτιστη ανίχνευση στρατηγικής. Εδώ, ο δευτεροβάθμιος χρήστης ανιχνεύει τα περισσότερα κανάλια, το πιο πιθανό βρίσκει διαθέσιμα κανάλια μ' ένα κόστος της μείωσης των δεδομένων του χρόνου μετάδοσης. Έστω το p_i υποδηλώνει την πιθανότητα ότι το κανάλι i είναι διαθέσιμο για το δευτεροβάθμιο χρήστη. Εάν ο δευτεροβάθμιος χρήστης γνωρίζει το p_i , θα ανιχνεύσει τα κανάλια για να μειώσει το p_i . Διαφορετικά, μπορεί απλά να ανιχνεύσει τα κανάλια σε μια τυχαία σειρά. Χωρίς απώλεια της γενικότητας, αριθμούμε τα κανάλια με τη σειρά για να ανιχνευτούν από το δευτεροβάθμιο χρήστη. Υποθέστε ότι υπάρχουν πιθανοί ρυθμοί της μετάδοσης K σε οποιοδήποτε κανάλι κάθε ένα από τα οποία αντιστοιχεί σε μια συγκεκριμένη διαμόρφωση και σ' ένα συγκεκριμένο σύστημα της κωδικοποίησης. Επίσης, υποθέστε ότι η πιθανότητα ότι ο ρυθμός k επιλέγεται σε οποιοδήποτε κανάλι είναι S_k . Περαιτέρω υποθέτουμε ότι ο δευτεροβάθμιος χρήστης πρέπει να λάβει μια απόφαση μετά από κάθε μια ανίχνευση σχετικά με τη μετάδοση στο παρόν κανάλι (εάν είναι διαθέσιμο) ή να συνεχίσει την ανίχνευση σε άλλα κανάλια. Η λειτουργία αυτού του προβλήματος για την βέλτιστη ανίχνευση του φάσματος παρουσιάζεται στο σχήμα 2.13. Σημειώστε ότι το πρόβλημα που συζητείται εδώ γενικεύει την περιστασιακή πολυζωνική πρόσβαση του προβλήματος στο [86] στο πλαίσιο της γνωσιακής ραδιοεπικοινωνίας.



Σχήμα 2.13: Το διάγραμμα χρονισμού για την πρόσβαση και την ανίχνευση του φάσματος.

Έστω r_k είναι ο ρυθμός μετάδοσης του καναλιού k , η_k είναι ο επιτευγμένος ρυθμός απόδοσης μετά την ανίχνευση του καναλιού k , και

Λ_k είναι ο μέσος ρυθμός απόδοσης που συσσωρεύεται από την ανίχνευση του k th. Χρησιμοποιώντας τη βέλτιστη στάσιμη θεωρία στο [13], έχουμε:

$$\eta_k = \begin{cases} c_k \varphi_k r_k & \text{εάν } c_k \varphi_k r_k > \Lambda_{k+1}, \\ \Lambda_{k+1} & \text{αλλιώς} \end{cases}, \quad (2.13)$$

όπου $\varphi_k = 1, 0$ αντιπροσωπεύει το γεγονός ότι το κανάλι k είναι διαθέσιμο ή απασχολημένο, αντίστοιχα. Η εξίσωση (2.13) μπορεί να ερμηνευθεί ως εξής. Εάν ο αποκτηθείς ρυθμός απόδοσης λόγω της ανίχνευσης k th είναι μεγαλύτερος από τον αναμενόμενο ρυθμό απόδοσης που θα επιτυγχανόταν εάν ο δευτεροβάθμιος χρήστης συνεχίζει την ανίχνευση των περαιτέρω καναλιών (δηλ., $c_k \varphi_k r_k > \Lambda_{k+1}$), ο δευτεροβάθμιος χρήστης θα σταματούσε την ανίχνευση και θα εκπέμπει στο παρόν κανάλι. Σημειώστε ότι η βέλτιστη ανίχνευση στρατηγικής καθορίζεται εντελώς από το Λ_k . Έχουμε:

$$\Lambda_L = c_L E[\varphi_L r_L] = c_L p_L E[r_L] = c_L p_L \sum_{l=1}^K s_l r_l. \quad (2.14)$$

Άλλες τιμές των Λ_k ($k < L$) μπορούν να υπολογιστούν χρησιμοποιώντας την οπισθοδοτη επαγωγή. Συγκεκριμένα, έστω ότι $\Psi_k = \{l : c_k r_l > \Lambda_{k+1}\}$ και έστω ότι $\bar{\Psi}_k$ να είναι το συμπλήρωμα Ψ_k . Κατόπιν, έχουμε:

$$\Lambda_k = c_k p_k \sum_{l \in \Psi_k} s_l r_l + \Lambda_{k+1} \left[(1 - p_k) + p_k \sum_{l \in \bar{\Psi}_k} s_l \right]. \quad (2.15)$$

Η ανίχνευση των προαναφερθεισών βέλτιστων στρατηγικών εφαρμόζονται στα σχέδια για έναν ενιαίο γνωσιακό χρήστη. Ωστόσο, μπορούν να χρησιμοποιηθούν για να αναπτύξουν ένα πρωτόκολλο MAC πολλών χρηστών με το να υιοθετήσουν μια μέθοδο που μπορεί να περιγραφεί ως εξής. Οι δευτεροβάθμιοι χρήστες που είναι αυτήν την περίοδο εκτελούν τον ανταγωνισμό σ' ένα κανάλι ελέγχου. Ο δευτεροβάθμιος χρήστης που κερδίζει

τον ανταγωνισμό υιοθετεί μια βέλτιστη ανίχνευση στρατηγικής για να βρει τα καλά διαθέσιμα κανάλια για τη μετάδοση των δεδομένων όπως αναφέρθηκε παραπάνω. Αυτές οι λειτουργίες ανταγωνισμού και πρόσβασης επαναλαμβάνονται σε κάθε σταθερό μέγεθος της χρονοθυρίδας. Αυτή η μέθοδος υιοθετήθηκε στο [55,94] για να αναπτύξει τα πολυκαναλικά MAC πρωτόκολλα για τα δίκτυα της γνωσιακής ραδιοεπικοινωνίας. Αυτή η προσέγγιση του σχεδιασμού, ωστόσο, έχει αρκετούς περιορισμούς. Αφ' ενός, για τις συζητημένες βελτιώσεις στις στρατηγικές του ελέγχου ένας κερδισμένος δευτεροβάθμιος χρήστης ερευνά τις ευκαιρίες του φάσματος μόνο σ' ένα υποσύνολο των καναλιών για να περιορίσει την ανίχνευση γενικά. Επομένως, οι τρύπες του φάσματος στα ανεξερεύνητα κανάλια σπαταλιούνται. Αφ' ετέρου, ένας δευτεροβάθμιος χρήστης μπορεί να βρει διάφορα διαθέσιμα κανάλια μεταξύ των εξερευνημένων καναλιών όπως στην POMDP που βασίζεται στην στρατηγική του ελέγχου, ωστόσο, η καθυστέρηση στη σειρά αναμονής μπορεί να είναι μικρότερη από την χωρητικότητα εκπομπής που προσφέρεται από αυτά τα διαθέσιμα κανάλια. Ως αποτέλεσμα αυτού, μερικοί πολύτιμοι πόροι της ραδιοεπικοινωνίας σπαταλιούνται επειδή οι καθυστερήσεις του χρήστη δεν λαμβάνονται υπόψη. Επομένως, είναι επιθυμητό ότι ένα γνωσιακό πρωτόκολλο MAC πρέπει να εκμεταλλευτεί τις ευκαιρίες μετάδοσης σε όλα τα κανάλια και να αποφευχθεί η υπερβολική κατανομή της χωρητικότητας των δευτεροβάθμιων χρηστών για τις καθυστερήσεις στην σειρά αναμονής που εξετάζουν οι χρήστες.

2. **Ο σχεδιασμός του πρωτόκολλου MAC για ένα σχέδιο ενός πολλαπλού γνωσιακού χρήστη:** Ο σχεδιασμός του πρωτοκόλλου MAC για ένα πολλαπλό κανάλι είναι ενδιαφέρων λόγω των ακόλουθων λόγων. Κατ' αρχάς, όπως σ' ένα ενιαίο κανάλι CSMA με βάση το πρωτόκολλο MAC, τα γνωστά κρυμμένα και εκτεθειμένα τερματικά προβλήματα υπάρχουν ακόμα και σ' ένα αντίστοιχο πολλαπλό κανάλι στο πρωτόκολλο MAC. Είναι γνωστό ότι η απασχόληση RTS/CTS δεν θα μπορούσε να λύσει εντελώς αυτά τα προβλήματα. Αν και η προσέγγιση ενός διπλού τόνου κατειλημμένου, που απασχολεί δύο ξεχωριστούς τόνους που μεταδίδονται από ένα πομπό και ένα δέκτη σε δύο στενές ζώνες για να προστατεύσουν τη μετάδοση RTS και την υποδοχή των δεδομένων, θα μπορούσε να αφαιρέσει το κρυμμένο τερματικό πρόβλημα, αυτή η προσέγγιση απαιτεί το πρόσθετο εύρος ζώνης για έναν ακόμη πομποδέκτη ανά χρήστη στο [41]. Δεύτερον, οι διαφορετικές προσεγγίσεις για τον ανταγωνισμό και τις δεσμεύσεις του καναλιού πρέπει να υιοθετηθούν με βάση τις ικανότητες της ραδιοεπικοινωνίας των γνωσιακών συσκευών. Επομένως, δεν θα υπήρχε κανένα καθολικό πρωτόκολλο MAC που λειτουργεί καλά σε όλα τα διαφορετικά σχέδια. Γενικά, οι χρήστες αναμένουν για να ακούσουν τις δεσμεύσεις του καναλιού που εκφράζονται από άλλους χρήστες για να αποτρέψουν τις πιθανές συγκρούσεις. Επομένως, εάν κάθε δευτεροβάθμιος χρήστης έχει μόνο έναν πομποδέκτη, ένας χρήστης που

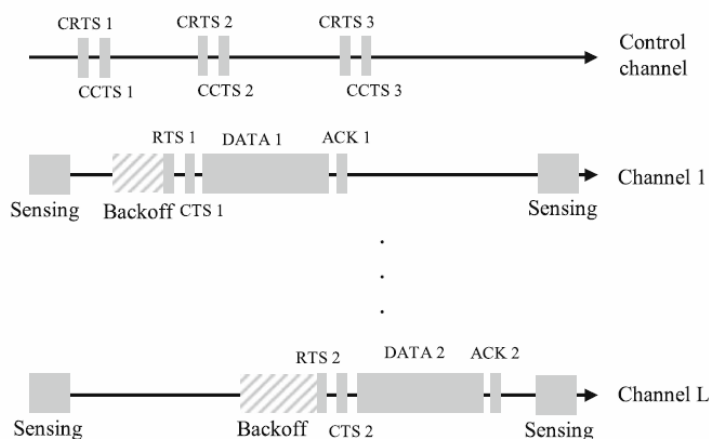
εκπέμπει σ' ένα συγκεκριμένο κανάλι δεν μπορεί να ακούσει την δέσμευση του καναλιού που συζητιέται σε άλλα κανάλια. Αυτό το πρόβλημα αναφέρεται ως πρόβλημα κρυμμένου τερματικού ενός πολλαπλού καναλιού [90]. Τρίτον, είναι απαραίτητο να ισορροπηθεί ο φόρτος κίνησης στα διαφορετικά κανάλια για να μειώσει την επιβάρυνση του υπερβολικού ανταγωνισμού. Τέλος, ένα πρωτόκολλο MAC πρέπει να παρέχει τη δικαιοσύνη μεταξύ των διαφορετικών χρηστών.

Ο σχεδιασμός του πρωτοκόλλου MAC για ένα πολλαπλό κανάλι και γενικά για ένα γνωσιακό δίκτυο εξαρτάται συγκεκριμένα σε μεγάλο βαθμό από τις ικανότητες της ραδιοεπικοινωνίας των ασύρματων / των γνωσιακών χρηστών, δηλαδή ο αριθμός των ραδιοεπικοινωνιών που κάθε χρήστης έχει στο [81]. Στο πλαίσιο της γνωσιακής ραδιοεπικοινωνίας, αυτή επίσης εξαρτάται από τη δυναμική των αρχικών χρηστών και τις απαιτήσεις του χρόνου εκκένωσης σε περίπτωση που οι αρχικοί χρήστες επιστρέψουν προηγουμένως σ' ένα διαθέσιμο κανάλι. Αυτές οι πτυχές καθορίζουν πόσο γρήγορα οι δευτεροβάθμιοι χρήστες μπορούν να ενημερώσουν έναν «χάρτη φάσματος» και πόσο συχνά η ανίχνευση / η εκκένωση του φάσματος πρέπει να εκτελεσθεί. Υπάρχουν μερικές πρόσφατες εργασίες στον σχεδιασμό του πρωτοκόλλου MAC για τα πολλαπλά κανάλια ή/και τους πολλαπλούς χρήστες των δικτύων της γνωσιακής ραδιοεπικοινωνίας [15,39,46,49,55,67,74,93,94]. Παρακάτω, συζητάμε ορισμένες σημαντικές αρχές του σχεδιασμού και επισημαίνουμε τα ανοικτά ερευνητικά ζητήματα.

Γενικά, υπάρχουν δύο δημοφιλείς προσεγγίσεις στο σχεδιασμό ενός πολλαπλού καναλιού στο πρωτόκολλο MAC, δηλαδή ένα κοινό κανάλι ελέγχου και οι προσεγγίσεις που βασίζονται στην μεταπήδηση του καναλιού. Σε μια προσέγγιση στο κοινό κανάλι ελέγχου, ένα επιλεγμένο κανάλι χρησιμοποιείται για να ανταλλάξει τις πληροφορίες ελέγχου που καθορίζουν τα δεδομένα των καναλιών για τους διαμαχόμενους χρήστες. Αυτή η προσέγγιση του σχεδιασμού συνήθως λειτουργεί καλά σε συνθήκες χαμηλού φόρτου κίνησης, αλλά μπορεί να έχει μειωμένη απόδοση υπό τον υψηλό φόρτο κίνησης λόγω της συμφόρησης της από το κοινό κανάλι ελέγχου. Στην μεταπήδηση του καναλιού κατά προσέγγιση, οι χρήστες μεταπηδούν μέσω όλων των καναλιών ακολουθώντας μια κοινή ή διαφορετική μεταπήδηση. Δύο χρήστες που επιθυμούν να επικοινωνήσουν ο ένας με τον άλλον πρέπει να συναντηθούν σ' ένα συγκεκριμένο κανάλι για να εκτελέσουν τις δεσμεύσεις του καναλιού για τη μετάδοση των δεδομένων. Αυτή η προσέγγιση του σχεδιασμού μπορεί να επιλύσει το πρόβλημα συμφόρησης της προσέγγισης στο κοινό κανάλι ελέγχου ωστόσο, η υλοποίηση της είναι πιο περίπλοκη. Παρακάτω, περιγράφουμε τους χαρακτηριστικούς σχεδιασμούς για τα σχέδια όπου κάθε γνωσιακός χρήστης έχει δύο ή έναν πομποδέκτες.

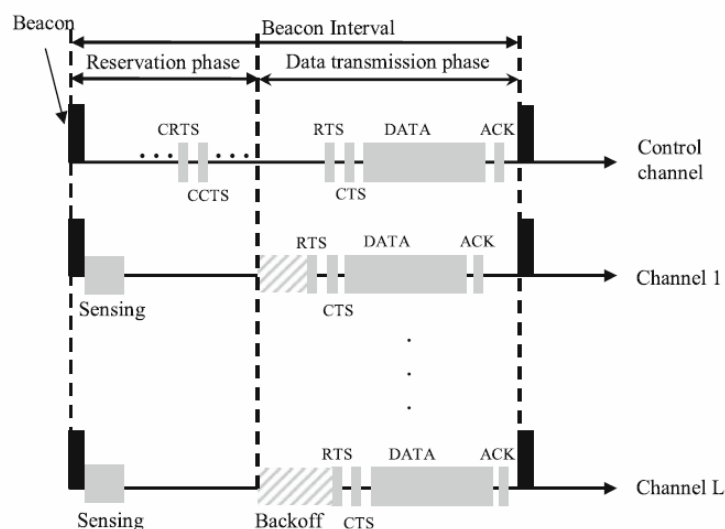
- *Κάθε γνωσιακός χρήστης έχει δύο πομποδέκτες:* Περιγράφουμε ένα χαρακτηριστικό σχεδιασμό του πρωτοκόλλου MAC βασισμένο στην προσέγγιση του ελέγχου του κοινού καναλιού γι' αυτήν εδώ την ρύθμιση. Γι' αυτόν τον σχεδιασμό, κάθε γνωσιακός χρήστης απασχολεί έναν πομποδέκτη για τον ανταγωνισμό και την δέσμευση του καναλιού και απασχολεί τον άλλο πομποδέκτη για να μεταδώσει τα δεδομένα όσον αφορά ένα επιλεγμένο κανάλι. Συγκεκριμένα, ο έλεγχος του πομποδέκτη οποιουδήποτε χρήστη είναι πάντα συντονισμένος σ' ένα επιλεγμένο κανάλι ελέγχου για να μεταδώσει τα μηνύματα ελέγχου και να ακούσει τις δεσμεύσεις του καναλιού που εκφράζονται από άλλους χρήστες. Με τον αποκλειστικό έλεγχο του πομποδέκτη, κάθε γνωσιακός χρήστης έχει πάντα τις ενημερωμένες πληροφορίες για τον φόρτο κίνησης σε κάθε κανάλι για να εκφράσει την δέσμευση του καναλιού του. Επιπλέον, για να εκφράσει τις δεσμεύσεις του καναλιού, κάθε γνωσιακός χρήστης πρέπει να εκτελέσει το φάσμα ανιχνεύοντας το συχνά για να έχει έναν ενημερωμένο χάρτη του φάσματος. Για να αποφύγει τη σύγχυση μεταξύ των αρχικών και δευτεροβάθμιων μεταδόσεων, η ανίχνευση του φάσματος μπορεί να εκτελεσθεί στις προκαθορισμένες ήρεμες περιόδους κατά τη διάρκεια της οποίας οι δευτεροβάθμιοι χρήστες αποκλείουν τις μεταδόσεις τους για να εκτελέσουν την ανίχνευση του φάσματος. Εάν ο χάρτης του φάσματος αλλάζει αργά, οι γνωσιακοί χρήστες θα είχαν τις σωστές πληροφορίες για τις ευκαιρίες του φάσματος σε όλα τα κανάλια. Όταν ένας γνωσιακός χρήστης θέλει να μεταδώσει τα δεδομένα στους γείτονές του, εκπέμπει ένα μήνυμα CRTS που περιέχει έναν κατάλογο των προτιμημένων καναλιών στον προοριζόμενο δέκτη του. Ο κατάλογος των προτιμημένων καναλιών αποτελείται από τα διαθέσιμα κανάλια που μαθαίνονται από την ανίχνευση του φάσματος με το χαμηλό δευτεροβάθμιο φόρτο κίνησης. Ο δέκτης επάνω στη λήψη CRTS επιλέγει ένα «καλύτερο» κανάλι από τον κατάλογο του λαμβανόμενου καναλιού και στέλνει το επιλεγμένο κανάλι σ' ένα μήνυμα CCTS στον πομπό. Ο πομπός με την λήψη CCTS αλλάζει για το επιλεγμένο κανάλι για τη μετάδοση των δεδομένων. Εδώ, δύο διαφορετικές στρατηγικές διαπραγμάτευσης του καναλιού μπορούν να υιοθετηθούν στο σχεδιασμό ενός γνωσιακού πρωτοκόλλου MAC. Στην πρώτη στρατηγική, κάθε διαθέσιμο κανάλι διατίθεται μόνο για ένα ενιαίο ζευγάρι των γνωσιακών χρηστών. Επομένως, αφότου επιλέγεται ένα συγκεκριμένο διαθέσιμο κανάλι από ένα ζευγάρι των γνωσιακών χρηστών, άλλοι γνωσιακοί χρήστες στη περιοχή τους πρέπει να αφαιρέσουν αυτό το κανάλι από τους διαθέσιμους καταλόγους των καναλιών τους. Ένα ζευγάρι των δευτεροβάθμιων χρηστών πρέπει να

απελευθερώσει το επιλεγμένο κανάλι τους επιτυχώς για να εκπέμψει ένα πακέτο, δηλαδή αυτοί πρέπει να εκτελέσουν την νέα διαπραγμάτευση / την δέσμευση του καναλιού μέσω της ανταλλαγής των μηνυμάτων CRTS/CCTS πριν εκπέμψει ένα άλλο πακέτο. Αυτή η στρατηγική διαπραγμάτευσης του καναλιού, ωστόσο, δημιουργεί ένα μεγάλο ποσό επιβάρυνσης λόγω των μηνυμάτων CRTS/CCTS όταν ο αριθμός των γνωστικών χρηστών είναι μεγάλος. Στη δεύτερη στρατηγική διαπραγμάτευσης του καναλιού, τα πολλαπλά ζευγάρια των δευτεροβάθμιων χρηστών μπορούν να επιλέξουν το ίδιο κανάλι. Ως εκ τούτου, μετά από την ανταλλαγή των μηνυμάτων CRTS/CCTS, οι γνωστικοί χρήστες πρέπει να εκτελέσουν τον ανταγωνισμό με άλλους γνωστικούς χρήστες επιλέγοντας το ίδιο κανάλι. Η λειτουργία αυτού του πρωτοκόλλου MAC είναι διευκρινισμένη στο σχήμα 2.14. Οι χρήστες παραμένουν στα επιλεγμένα κανάλια τους έως ότου ανιχνεύσουν την παρουσία των αρχικών χρηστών ή μια προκαθορισμένη περίοδο T_{max} που έχει λήξει. Το T_{max} μπορεί να επιλεγεί για να είναι ίσο με τον απαραίτητο χρόνο εκκένωσης του καναλιού (π.χ., αυτή η τιμή είναι 2s στο πρότυπο 802.22). Αυτός ο σχεδιασμός θα μπορούσε να ανακουφίσει την συμφόρηση στο κανάλι ελέγχου και να μειώσει την επιβάρυνση. Αυτό οφείλεται στο λόγο ότι ο φόρτος κίνησης σε κάθε κανάλι είναι πολύ χαμηλότερος από τον συνολικό φόρτο κίνησης όλων των γνωστικών χρηστών και οι γνωστικοί χρήστες υποστηρίζουν το κανάλι ελέγχου λιγότερο συχνά.



Σχήμα 2.14: Το πρωτόκολλο MAC με δύο πομποδέκτες ανά γνωστικό χρήστη.

- *Κάθε γνωσιακός χρήστης έχει έναν πομποδέκτη:* Σε αυτήν την περίπτωση, ο πομποδέκτης χρησιμοποιείται για να ανταλλάξει πληροφορίες ελέγχου καθώς επίσης και να εκπέμπει / να λαμβάνει τα δεδομένα. Για να επιλύσετε το πολυκαναλικό πρόβλημα του κρυμμένου τερματικού, όπως αναφέρεται πιο πάνω, ένα σύγχρονο πρωτόκολλο MAC μπορεί να χρησιμοποιηθεί όπως προτείνεται στο [90]. Συγκεκριμένα, ο χρόνος διαιρείται σε περιοδικά διαστήματα του αναγνωριστικού σήματος όπως διευκρινίζεται στο σχήμα. 2.15. Οι περιοδικές μεταδόσεις του αναγνωριστικού σήματος χρησιμοποιούνται για να συγχρονίσουν όλους τους χρήστες. Οι γνωσιακοί χρήστες επιλέγουν τα κανάλια τους με την ανταλλαγή των μηνυμάτων CRTS/CCTS κατά τη διάρκεια μιας φάσης δέσμευσης του καναλιού. Εάν οι πολλαπλοί γνωσιακοί χρήστες έχουν την άδεια για να επιλέξουν το ίδιο κανάλι, ο ανταγωνισμός σε κάθε κανάλι επιλύεται μέσω της ανταλλαγής των μηνυμάτων RTS/CTS από τους αντίστοιχους γνωσιακούς χρήστες. Αυτός ο σχεδιασμός μπορεί ενδεχομένως να βελτιώσει τη χρησιμοποίηση του καναλιού όταν το διάστημα του αναγνωριστικού σήματος είναι μεγάλο και τα διάφορα πακέτα από τους διαφορετικούς χρήστες μπορούν να μεταδοθούν σε μια φάση μετάδοσης των δεδομένων. Επιπλέον, η ανίχνευση πρέπει να εκτελεσθεί για να βρει τα διαθέσιμα κανάλια από κάθε γνωσιακό χρήστη. Στο σχήμα 2.15, η ανίχνευση εκτελείται στην αρχή κάθε διαστήματος του αναγνωριστικού σήματος που βασίζεται σε ποιους γνωσιακούς χρήστες τα κανάλια δεσμεύονται για μια φάση μετάδοσης των δεδομένων. Στην περίπτωση όπου ένα διάστημα του αναγνωριστικού σήματος είναι πιο μακροχρόνιο από έναν χρόνο εκκένωσης του καναλιού, μια ή περισσότερες περιόδους ανίχνευσης πρέπει να τοποθετηθούν στη φάση μετάδοσης των δεδομένων για να προστατεύσουν τους αρχικούς χρήστες.



Σχήμα 2.15: Το πρωτόκολλο MAC μ' έναν πομποδέκτη ανά γνωσιακό χρήστη.

Στο παραπάνω πρωτόκολλο MAC, το κανάλι ελέγχου μπορεί να είναι κορεσμένο όταν ο αριθμός των γνωσιακών χρηστών είναι μεγάλος. Επιπλέον, ο χρόνος μετάδοσης σε όλα τα κανάλια εκτός από το κανάλι ελέγχου χάνεται κατά τη διάρκεια της φάσης της δέσμευσης του καναλιού. Αυτά τα προβλήματα μπορούν να επιλυθούν από την μεταπήδηση του καναλιού που βασίζονται στα πρωτόκολλα MAC [2,81] όπου οι γνωσιακοί χρήστες μεταπηδούν μέσω των καναλιών ακολουθώντας μια κοινή ή διαφορετική μεταπήδηση των σχεδίων. Οι γνωσιακοί χρήστες που θέλουν να επικοινωνήσουν ο ένας με τον άλλον περιμένουν το άλμα των συνεργατών τους στο ίδιο κανάλι για να ανταλλάξουν τις πληροφορίες ελέγχου. Για την περίπτωση όπου οι χρήστες μετά από τις διαφορετικές ακολουθίες της μεταπήδησης, κάθε χρήστης μαθαίνει την μεταπήδηση των σχεδίων των γειτόνων του με το άκουσμα αυτών στις αντίστοιχες ευρυεκπομπές. Όταν ένας χρήστης θέλει να επικοινωνήσει με το γείτονά του, ακολουθεί την προβλεπόμενη μεταπήδηση του σχεδίου του γείτονα για να ανταλλάξει τις πληροφορίες ελέγχου και να διαπραγματευτεί τα κανάλια δεδομένων. Επιπλέον, η ανίχνευση μπορεί να εκτελεσθεί κατά τη διάρκεια των προκαθορισμένων ήρεμων περιόδων για να ανιχνεύσει τα διαθέσιμα κανάλια.

Αν και μερικές πρόσφατες εργασίες έχουν συγκρίνει τα διαφορετικά πολυκαναλικά πρωτόκολλα MAC που είναι βασισμένα στην απλή ανάλυση και την προσομοίωση [81], ένα ακριβές αναλυτικό πρότυπο για να ποσοτικοποιήσει την απόδοση των πολυκαναλικών πρωτοκόλλων MAC στα ασύρματα δίκτυα γενικά και στα δίκτυα της γνωσιακής ραδιοεπικοινωνίας, συγκεκριμένα είναι ακόμα ένα ανοικτό πρόβλημα. Επιπλέον, ο έλεγχος του βέλτιστου σχεδιασμού για την ανίχνευση και την πρόσβαση του φάσματος έγιναν μόνο για το σχέδιο ενός ενιαίου χρήστη [8-10]. Αναπτύσσοντας ένα βέλτιστο πρωτόκολλο MAC για το σχέδιο του πολλαπλού χρήστη είναι ένα ανοικτό και προκλητικό πρόβλημα. Αυτό είναι επειδή η ανάλυση του ρυθμού απόδοσης πρέπει να εκτελεσθεί για το βέλτιστο σχεδιασμό ενός πρωτοκόλλου MAC. Δυστυχώς, αυτό είναι ένα περίπλοκο πρόβλημα. Στην πραγματικότητα, στον υπολογισμό της απόδοσης του ρυθμού απόδοσης συνήθως απαιτείται μια λεπτομερή παρακολούθηση των εξελίξεων του πρωτοκόλλου που συλλαμβάνουν τις περίπλοκες σχέσεις μεταξύ πολλών παραμέτρων του πρωτοκόλλου. Λαμβάνοντας υπόψη το γεγονός ότι μια κλειστής μορφής εξίσωση για να υπολογίσει τον ρυθμό απόδοσης του δικτύου είναι συνήθως δύσκολο να επιτευχθεί, η εύρεση ενός βέλτιστου σχεδιασμού για τις λειτουργίες της ανίχνευσης και της διαπραγμάτευσης του καναλιού ενός πρωτοκόλλου MAC είναι ένας πολύ δύσκολος στόχος

2.6.2 Η πολυαλματική περίπτωση

Σε μια πολυαλματική ρύθμιση, οι γνωσιακοί χρήστες καθιερώνουν τις πολυαλματικές μεταδόσεις με τους ομολόγους τους όπου η κίνηση εκπέμπεται από τις πηγές στους προορισμούς μέσω των πολλαπλών συνδέσεων της επικοινωνίας. Η εφαρμοσμένη μηχανική των πολυαλματικών γνωσιακών δικτύων απαιτεί περισσότερη προσοχή λόγω της πιθανής ύπαρξης των διαφορετικών συνόλων των αρχικών χρηστών με τη διαφορετική δραστηριότητα του καναλιού. Είτε ένας έλεγχος της παρεμβολής είτε μια προσέγγιση της αποφυγής της παρεμβολής μπορεί να χρησιμοποιηθεί για να προστατεύσει τους ενεργούς αρχικούς χρήστες στη πολυαλματική ρύθμιση. Η απασχόληση της προσέγγισης του ελέγχου της παρεμβολής είναι, ωστόσο, προκλητική επειδή σε όλο το δίκτυο η εκτίμηση των απολαβών του καναλιού από τους δευτεροβάθμιους χρήστες στους αρχικούς δέκτες μπορεί να μην είναι εύκολη. Χρησιμοποιώντας την προσέγγιση της αποφυγής της παρεμβολής, εάν οι αρχικοί χρήστες είναι παρόντες σε μερικά κανάλια, οι δευτεροβάθμιοι χρήστες είναι απλά απαγορευμένοι για να χρησιμοποιήσουν αυτά τα πολυάσχολα κανάλια για τις μεταδόσεις τους στο [87]. Η ανίχνευση των αρχικών χρηστών που χρησιμοποιούν μια ορισμένη τεχνική ανίχνευσης του φάσματος μπορεί να εκτελεσθεί από τον κάθε ένα από τους γνωσιακούς χρήστες για να κατασκευάσουν τον τοπικό χάρτη του φάσματος.

Σε γενικές γραμμές, οι πολυαλματικές επικοινωνίες μπορούν να δημιουργηθούν από τον προγραμματισμό ή την τυχαία πρόσβαση με βάση τις μεταδόσεις. Ήταν γνωστό ότι η CSMA / CA με βάση τα πρωτόκολλα MAC είναι αρκετά αναποτελεσματική για ένα πολυαλματικό ασύρματο δίκτυο στο [69]. Αυτό οφείλεται στο πρόβλημα του κρυμμένου τερματικού και στην σχεδόν ευνοϊκότερη υποχώρηση του μηχανισμού. Αν και η υλοποίηση μιας προσέγγισης διπλού τόνου θα μπορούσε να αφαιρέσει το πρόβλημα του κρυμμένου τερματικού, απαιτούνται περισσότερες ζώνες ελέγχου και πομποδέκτες ανά χρήστη στο [41]. Με βάση την προσέγγιση του προγραμματισμού θα μπορούσε να επιτύχει ενδεχομένως την καλύτερη απόδοση του ρυθμού απόδοσης ωστόσο, ένας προγραμματισμός με βάση το MAC συνήθως απαιτεί την κεντρική υλοποίηση όπου οι πληροφορίες για την προέλευση - τον προορισμό των ζευγαριών, η τοπολογία του δικτύου, η σύνδεση της συγκρουόμενης σχέσης, ή οι απολαβές του καναλιού πρέπει να συγκεντρωθούν σ' ένα κεντρικό σημείο ελέγχου για να υπολογίσουν την βέλτιστη διαμόρφωση του δικτύου[1,6,59,87]. Ένας προγραμματισμός με βάση το MAC είναι, ως εκ τούτου, το πιο κατάλληλο για τα σταθερά ασύρματα δίκτυα (π.χ., τα ασύρματα πολυγωνικά δίκτυα) με τις αργά μεταβαλλόμενες

απαιτήσεις της προέλευσης / του προορισμού(π.χ., σε δίκτυα με σύνθετες ροές κίνησης [59]).

Ο προγραμματισμός με βάση τον σχεδιασμό MAC εξαρτάται σε μεγάλο βαθμό από ένα πρότυπο της παρεμβολής. Συγκεκριμένα, το πρότυπο της παρεμβολής καθορίζει τα σύνολα των ασύρματων συνδέσεων που μπορούν να ενεργοποιηθούν ταυτόχρονα. Υπάρχουν δύο δημοφιλή πρότυπα παρεμβολής, δηλαδή το πρότυπο του πρωτοκόλλου και το φυσικό πρότυπο [38]. Στο πρότυπο πρωτοκόλλου, η σχέση της παρεμβολής μεταξύ των ασύρματων συνδέσεων είναι δυαδική όπου οι ασύρματες συνδέσεις είναι έξω από τη σειρά της παρεμβολής του ενός, οι άλλες μπορούν να μεταδοθούν ταυτόχρονα. Επομένως, οποιεσδήποτε δύο ασύρματες συνδέσεις μπορούν να είναι είτε συγκρουόμενες ή μια με την άλλη είτε μπορούν να ενεργοποιηθούν ταυτόχρονα. Αυτή η σχέση της παρεμβολής συνήθως συλλαμβάνεται σε μια σύγκρουση της γραφικής παράστασης για να βρει μια βέλτιστη διάρθρωση του δικτύου[1] (π.χ., ο βέλτιστος ρυθμός ελέγχου, η δρομολόγηση και ο προγραμματισμός για τα ασύρματα δίκτυα). Το φυσικό πρότυπο καθορίζει ένα σύνολο ενεργών συνδέσεων από ένα αντίστοιχο σύνολο από περιορισμούς στον ελάχιστο λόγο σήματος προς θόρυβο συν την παρεμβολή (SINR). Στην ουσία, μια ελάχιστη απαίτηση SINR για κάθε ασύρματη σύνδεση επιβάλλεται για να εγγυηθεί την επιθυμητή απόδοση του λόγου λαθών δυαδικών ψηφίων. Κάτω από το φυσικό πρότυπο, μεταδίδονται η ισχύς και οι απολαβές του καναλιού μεταξύ των ασύρματων συνδέσεων που πρέπει να μαζευτούν για να καθορίσουν τα σύνολα των ενεργών συνδέσεων και της αντίστοιχης βέλτιστης διάρθρωσης του δικτύου στο [59]. Το φυσικό πρότυπο είναι ακριβέστερο αλλά είναι επίσης πιο περίπλοκο από το πρότυπο του πρωτοκόλλου. Γενικά, το υποπρόβλημα του προγραμματισμού σ' ένα πρόβλημα σχεδιασμού είναι μια συμφόρηση όπου τα σύνολα των ταυτόχρονα ενεργοποιημένων ασύρματων συνδέσεων πρέπει να καθοριστούν έτσι ώστε η επιθυμητή διατεμαστική απόδοση να μπορεί να επιτευχθεί για όλες τις πολυαλματικές ροές.

2.7 Συμπεράσματα

Τα αποτελέσματα στον επιτεύξιμο ρυθμό μιας σύνδεσης της γνωσιακής ραδιοεπικοινωνίας έχουν συνοψιστεί για τρεις διαφορετικούς τύπους της γνωσιακής συμπεριφοράς, δηλαδή την αποφυγή της παρεμβολής, τον έλεγχο της παρεμβολής, και τον μετριασμό της παρεμβολής. Σ' ένα σχέδιο του υποστρώματος του φάσματος με την συμπεριφορά της ελεγχόμενης

παρεμβολής των κόμβων της γνωσιακής ραδιοεπικοινωνίας, και τους νόμους κλιμάκωσης και των μονοαλματικών και των πολυαλματικών γνωσιακών δικτύων που έχουν περιγραφεί. Τα όρια στην χωρητικότητα ενός καναλιού της γνωσιακής ραδιοεπικοινωνίας έχουν περιγραφεί για δύο τύπους του μετριάσμου της παρεμβολής της γνωσιακής συμπεριφοράς, δηλαδή η ακύρωση της περιστασιακής παρεμβολής (ή αποκωδικοποίηση) και η ασύμμετρη συνεργασία με τον αρχικό πομπό. Το γενικό συμπέρασμα είναι ότι, όσο υψηλότερο είναι το επίπεδο γνώσης (δηλαδή οι επιπρόσθετες πληροφορίες) στους κόμβους της γνωσιακής ραδιοεπικοινωνίας, τόσο υψηλότερος είναι ο μέγιστος επιτεύξιμος ρυθμός για το κανάλι της γνωσιακής ραδιοεπικοινωνίας. Ένα παρόμοιο συμπέρασμα που ισχύει για την απόδοση της γνωσιακής ανίχνευσης είναι ότι συγκεκριμένα, οι πληροφορίες για τη χωρική θέση των αρχικών και των δευτεροβάθμιων δεκτών και η δραστηριότητα του αρχικού χρήστη μπορούν να βελτιώσουν την απόδοση της ανίχνευσης σημαντικά. Για να περιορίσουν τον αντίκτυπο της παρεμβολής στους αρχικούς χρήστες, οι παράμετροι του δικτύου πρέπει να είναι σχεδιασμένοι με βάση την ανάλυση της παρεμβολής. Τα παραδείγματα της ανάλυσης της παρεμβολής έχουν παρασχεθεί για ένα δίκτυο με το ενεργοποιημένο αναγνωριστικό σήμα και ένα δίκτυο με τις αρχικές αποκλειστικές περιοχές.

Τα πρακτικά θέματα και οι πιθανές προσεγγίσεις στον σχεδιασμό και στην εφαρμοσμένη μηχανική των μεθόδων της πρόσβασης του καναλιού σ' ένα δίκτυο της γνωσιακής ραδιοεπικοινωνίας έχουν ήδη περιγραφεί. Με την προσέγγιση του ελέγχου της παρεμβολής, μια μέθοδος κατανομής του φάσματος πρέπει να εξασφαλίσει τον ρυθμό (ή SINR) και τους περιορισμούς της ισότητας για τους δευτεροβάθμιους χρήστες καθώς επίσης και τους περιορισμούς της παρεμβολής για τους αρχικούς χρήστες. Με την προσέγγιση της αποφυγής της παρεμβολής, η ανίχνευση του φάσματος πρέπει να εκτελεσθεί αποτελεσματικά έτσι ώστε η χρησιμοποίηση των τρυπών του φάσματος να μπορούν να μεγιστοποιηθούν και επίσης οι απαιτήσεις του QoS να καλύπτονται για τους δευτεροβάθμιους χρήστες. Οι οικονομικές πτυχές της κατανομής του φάσματος (π.χ., η τιμολόγηση), που δεν έχουν εξεταστεί σε αυτό το κεφάλαιο, θα πρέπει επίσης να εξεταστεί για τον πρακτικό σχεδιασμό των συστημάτων της γνωσιακής ραδιοεπικοινωνίας [47,48,83,95,104]. Ο σχεδιασμός και η εφαρμοσμένη μηχανική του πολλαπλού χρήστη (η μονοαλματική και η πολυαλματική, η ενιαία κεραία και η πολλαπλή κεραία) των δικτύων της γνωσιακής ραδιοεπικοινωνίας που είναι ακόμα σε πρώιμο στάδιο και που αξίζει περισσότερη έρευνα.

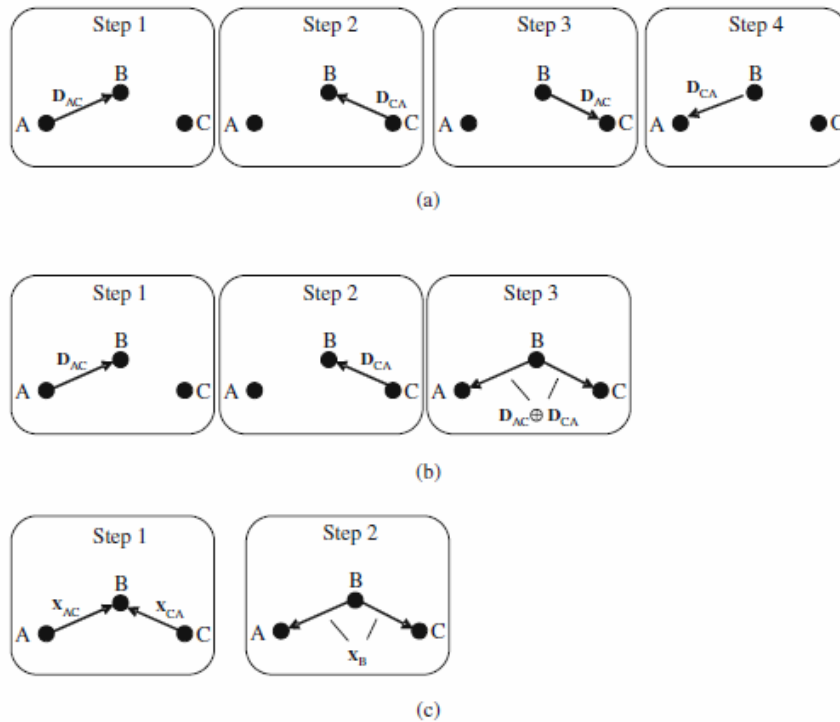
Κεφάλαιο 3

Η κωδικοποιημένη αμφίδρομη αναμετάδοση στα ασύρματα δίκτυα

3.1 Εισαγωγή

Οι τεχνικές για την κωδικοποιημένη αμφίδρομη αναμετάδοση έχουν λάβει τη σημαντική προσοχή τα πρόσφατα χρόνια [1-15]. Οι μηχανισμοί για την αμφίδρομη αναμετάδοση ή, γενικότερα, ο επηρεασμός της πολύδρομης αναμετάδοσης σε δύο εννοιολογικούς φραγμούς. Ο *πρώτος εννοιολογικός φραγμός* είναι ο κοινός χαρακτήρας του μέσου της ασύρματης επικοινωνίας. Αφενός, αυτό σημαίνει ότι δεν υπάρχει παρεμβολή όταν οι πολλαπλές μεταδόσεις συμβαίνουν ταυτόχρονα. Αφετέρου, η *ασύρματη ευρυεκπομπή* είναι «*φτηνή*» από μία άποψη ότι μια ενιαία εκπομπή μπορεί να παραληφθεί από τους πολλαπλούς κόμβους. Ο *δεύτερος εννοιολογικός φραγμός* είναι η ιδέα της κωδικοποίησης του δικτύου. Εν ολίγοις, το παραδοσιακό σχέδιο της επικοινωνίας των δικτύων παρατηρεί τις ροές των δεδομένων ως συμβατικές ροές του προϊόντος. Επομένως, ένας κόμβος δρομολόγησης στο δίκτυο ουσιαστικά επαναλαμβάνει τα πακέτα των δεδομένων από μια εισερχόμενη σύνδεση σε μια εξερχόμενη σύνδεση (ή τις πολλαπλές συνδέσεις, σε περίπτωση πολυεκπομπής). Η κωδικοποίηση του δικτύου αναγνωρίζει ότι μια ροή των δεδομένων είναι διαφορετική από μια φυσική ροή του αγαθού και γενικεύει τη δρομολόγηση έτσι ώστε το στοιχείο όσον αφορά μια δεδομένη εξερχόμενη σύνδεση είναι μια συνάρτηση των δεδομένων από δύο ή περισσότερες εισερχόμενες συνδέσεις.

Για να δείτε πως αυτά τα βασικά στοιχεία ανήκουν στους νέους τρόπους ασύρματης επικοινωνίας, θεωρήστε το παράδειγμα στο σχήμα 3.1 [1]. Το σχέδιο της επικοινωνίας είναι ότι ο κόμβος A προορίζει τα πακέτα στο C και αντίστροφα. Ωστόσο, σε αυτό το παράδειγμα υποθέτουμε ότι η χωρητικότητα του άμεσου καναλιού μεταξύ του A και του C είναι μηδέν και η επικοινωνία μεταξύ τους πρέπει να γίνει με τη χρησιμοποίηση του B ως κόμβος αναμετάδοσης. Το πακέτο από τον κόμβο της πηγής i στον προορισμό j συμβολίζεται με D_{ij} .



Σχήμα 3.1: (a) Η μη κωδικοποιημένη αμφίδρομη αναμετάδοση (b) το παράδειγμα της κωδικοποιημένης αμφίδρομης αναμετάδοσης με τρία βήματα (φάσεις) και (c) το παράδειγμα της κωδικοποιημένης αμφίδρομης αναμετάδοσης με δύο βήματα.

Γι' αυτό το παράδειγμα, όλα τα πακέτα έχουν τα ίδια μεγέθη. Ο κόμβος B δεν είναι ούτε πηγή ούτε προορισμός της κίνησης των δεδομένων. Η συμβατική (μη κωδικοποιημένη) αναμετάδοση θεωρεί τη μετάδοση D_{AC} και D_{CA} ως δύο χωριστά προβλήματα. Το σχήμα 3.1(a) δείχνει ότι η μη κωδικοποιημένη αναμετάδοση καταναλώνει τέσσερα βήματα, κάθε βήμα που έχει μια διάρκεια μιας χρονοθυρίδας. Από την μια πλευρά, η κωδικοποιημένη αμφίδρομη αναμετάδοση στο σχήμα 3.1(b) εξετάζει τις δύο μεταδόσεις ως ενιαίο πρόβλημα. Στις πρώτες δύο θυρίδες η αναμετάδοση συλλέγει τα πακέτα D_{AC} και D_{CA} από τον αντίστοιχο κόμβο της πηγής. Στο βήμα 3 το B μεταδίδει το πακέτο $D_B = D_{AC} \oplus D_{CA}$, όπου \oplus είναι η συνάρτηση *XOR*. Μετά από την λήψη του D_B , ο κόμβος A αποκωδικοποιεί το $D_{CA} = D_B \oplus D_{AC}$ με τη χρησιμοποίηση της εκ των προτέρων γνώσης του D_{AC} . Μ' έναν ανάλογο τρόπο, το C αποκωδικοποιεί το D_{AC} . Κατά συνέπεια, για να μεταφέρει το ίδιο ποσό των δεδομένων, η κωδικοποιημένη αμφίδρομη αναμετάδοση απαιτεί μόνο τρεις χρονοθυρίδες, η οποία είναι μια

βελτίωση της τάξης του 33% σε σχέση με την μη κωδικοποιημένη αναμετάδοση. Αυτό το απλό παράδειγμα επεξηγεί σαφώς τα δύο βασικά στοιχεία, που αναφέρονται παραπάνω: (1) χρησιμοποιεί το χαρακτηριστικό γνώρισμα της «φτηνής ασύρματης εκπομπής» για να σώσει μια θυρίδα της μετάδοσης και (2) τα πακέτα των διαφορετικών εισερχόμενων ροών της επικοινωνίας συνδυάζονται πριν για να στέλνονται πέρα από την εξερχόμενη σύνδεση (ευρεκπομπή) του κόμβου B της αναμετάδοσης.

Στο παράδειγμα στο σχήμα 3.1(b) ο κόμβος της αναμετάδοσης συλλέγει τα πακέτα από το A και το C κατά τρόπο της διαίρεσης του χρόνου. Εναλλακτικά, το A και το C μπορούν ταυτόχρονα να εκπέμπουν μέσω της πολλαπλής πρόσβασης του καναλιού [3], όπως φαίνεται στο σχήμα 3.1(c), όπου χρησιμοποιούμε τη σημείωση x_i για να δείξουμε την βασική ζώνη του σήματος που εκπέμπεται από τον κόμβο i . Στο βήμα 2, το B εκπέμπει το σήμα x_B , το οποίο δημιουργείται σε συνάρτηση με το σήμα που το B έλαβε στο βήμα 1. Αυτή η συνάρτηση δεν υποθέτει απαραίτητα ότι το B είναι σε θέση να αποκωδικοποιήσει τα μεμονωμένα σήματα. Στην απλούστερη περίπτωση, το B πρέπει μόνο να ενισχύσει το σήμα που έχει λάβει στο βήμα 1 και να το εκπέμπει πίσω στο A και στο C στο βήμα 2. Από το A(C) εκ των προτέρων γνωρίζει τη συμβολή του στο σήμα που παραλαμβάνεται στο B στο βήμα 1, κατόπιν μπορεί να χρησιμοποιήσει αυτές τις πληροφορίες που εξάγουν αξιόπιστα το $x_C(x_A)$ από το σήμα x_B . Ιδανικά, εάν και το A και το C αποκωδικοποιούν τα σήματα ο ένας του άλλου σωστά, ο χρόνος για την εκπομπή των δεδομένων είναι μόνο δύο βήματα, τα οποία σημαίνουν τη βελτίωση του ρυθμού απόδοσης πέρα από τη μη κωδικοποιημένη αναμετάδοση του 100%.

Αυτές οι απεικονίσεις της κωδικοποιημένης αμφίδρομης αναμετάδοσης προτείνουν ότι οι υποκείμενες ιδέες έχουν μια μεγάλη δυνατότητα να βελτιώσουν την απόδοση των ασύρματων δικτύων. Το κεφάλαιο δεν στοχεύει να καλύψει όλες τις πτυχές της αμφίδρομης αναμετάδοσης, οι οποίες, για παράδειγμα, περιλαμβάνουν τις τεχνικές της πολλαπλής κεραίας, το συγκεκριμένο σχέδιο της εκτίμησης του καναλιού, και του προγραμματισμού. Αντ' αυτού, ο στόχος είναι να διαμορφώσει τις διάφορες σημαντικές ιδέες και τις εμβασύνσεις που παρουσιάζονται από το σχέδιο της αμφίδρομης αναμετάδοσης. Θα δούμε ότι ήδη αυτή την απλή διαδικασία των τριών κόμβων, το σχέδιο οδηγεί σε πολλές καινοτόμες τεχνικές έτσι ώστε οι περιπτώσεις με περισσότερους από τρεις κόμβους είναι εκτός του πεδίου εφαρμογής.

Το κείμενο οργανώνεται ως εξής. Μετά από τα προκαταρκτικά στην επόμενη ενότητα, περιγράφουμε αρχικά τις τεχνικές της αμφίδρομης αναμετάδοσης που

απαιτούνται στον αναμεταδότη. Η ενότητα 3.4 είναι αφιερωμένη στη συζήτηση των τεχνικών που χρησιμοποιούνται όταν ο αναμεταδότης δεν αποκωδικοποιεί τα μηνύματα από τα τερματικά. Μια κατηγορία τέτοιων τεχνικών είναι βασισμένη στην απομάκρυνση του θορύβου (παρά να αποκωδικοποιήσει) και η ενότητα 3.5 περιγράφει την ειδική σημασία που οι δομημένοι κώδικες έχουν τέτοιες τεχνικές για την απομάκρυνση του θορύβου. Η επόμενη ενότητα περιγράφει την μορφή των θεωρητικών πληροφοριών και ρυθμίσεων για να παρέχει την εμβάθυνση στις πρακτικότερες πτυχές της κωδικοποιημένης αμφίδρομης αναμετάδοσης, με την εξέταση του πεπερασμένου μήκους των πακέτων και την πρακτική ρύθμιση της διαμόρφωσης. Η τελευταία ενότητα ολοκληρώνει το κεφάλαιο.

3.2 Τα προκαταρκτικά

Υποθέτουμε ότι υπάρχουν μόνο δυο τρόποι επικοινωνίας, την $A \rightarrow C$ και $C \rightarrow A$, αντίστοιχα. Ο αναμεταδότης B δεν είναι ούτε μια πηγή ούτε ένας αποδέκτης οποιωνδήποτε δεδομένων στο σύστημα. Όλοι οι κόμβοι είναι ημιαμφίδρομοι, έτσι ώστε ένας κόμβος να μπορεί είτε να εκπέμψει είτε να λάβει σ' έναν δεδομένο χρόνο. Ο ρυθμός στον οποίο ο κόμβος $i \in \{A, B, C\}$ εκπέμπει συμβολίζεται με R_i . Κατά τη διάρκεια της εκπομπής, ο κόμβος i έχει n_i κανάλια που χρησιμοποιεί, έτσι ώστε το μήνυμα που στέλνει έχει τα $n_i R_i$ bits. Δείξτε από $N > n_i$ ότι ο συνολικός αριθμός του καναλιού που χρησιμοποιείται κατά τη διάρκεια του ολόκληρου κύκλου της αμφίδρομης αναμετάδοσης. Εάν αφότου το κανάλι N χρησιμοποιεί το μήνυμα W_{AC} (W_{CA}) παραλαμβάνεται στο C (A) επιτυχώς, κατόπιν ο ρυθμός R_{AC} που επιτυγχάνεται από το A στο C και ο ρυθμός R_{CA} που επιτυγχάνεται από το C στο A δίνονται ως εξής:

$$R_{AC} = \frac{n_A R_A}{N}, \quad R_{CA} = \frac{n_C R_C}{N}. \quad (3.1)$$

Θα πρέπει να ενδιαφέρονται για τον προσδιορισμό του ρυθμού του ζευγαριού (R_{AC}, R_{CA}) και του αθροίσματος του ρυθμού $R_{AC} + R_{CA}$. Θα υποθέσουμε ότι σε κάθε κύκλο A και C εκπέμπουν μόνο νέα δεδομένα, ανεξάρτητα από οποιαδήποτε ανταλλαγή των πληροφοριών από τους προηγούμενους κύκλους.¹

Το μήνυμα που στέλνεται από τον κόμβο i και που προορίζεται για τον κόμβο j συμβολίζεται με W_{ij} και η αντίστοιχη δυαδική παράσταση είναι το διάνυσμα w_{ij} . Το μέγεθος (σε bits) του μηνύματος συμβολίζεται με $|w_{ij}|$. Η κωδικολέξη που εκπέμπεται από τον κόμβο i συμβολίζεται με x_i και είναι ένα διάνυσμα διάστασης του n_i , του οποίου το στοιχείο m th συμβολίζεται με $x_i[m]$. Η τυχαία μεταβλητή που αντιπροσωπεύει ένα σύμβολο που στέλνεται (που λαμβάνεται) από τον κόμβο i συμβολίζεται με $X_i(Y_i)$. Το λαμβανόμενο διάνυσμα στον κόμβο j είναι y_j . Εξετάζουμε κυρίως τα Γκαουσσσιανά κανάλια, δηλώνοντας ρητά εάν το κανάλι είναι διακριτό.

Για τα Γκαουσσσιανά κανάλια X_i, Y_i είναι μιγαδικοί αριθμοί, εκτός αν δηλώνονται διαφορετικά (ενότητα 3.5.2). Εάν μόνο ένα κόμβο $U \in \{A, B, C\}$ εκπέμπει, τότε το λαμβανόμενο σύμβολο στον κόμβο $V \in \{A, B, C\} \setminus U$ δίνεται από τον τύπο:

$$Y_V = h_{UV} X_U + Z_V \quad (3.2)$$

ή εάν θέλουμε να υπογραμμίσουμε ότι είναι το m th σύμβολο

$$y_V[m] = h_{UV} x_U[m] + z_V[m], \quad (3.3)$$

όπου h_{UV} είναι ο μιγαδικός συντελεστής του καναλιού μεταξύ του U και του V . Το $z_V[m]$ είναι ο μιγαδικός πρόσθετος άσπρος Γκαουσσσιανός θόρυβος $CN(0, N_0)$. Τα εκπεμπόμενα σύμβολα έχουν το $E\{x_U[m]\} = 0$ και μια κανονικοποιημένη ισχύ έχει το $E\{|x_U[m]|^2\} = 1$. Εάν το A και το C εκπέμπουν ταυτόχρονα, τότε το B λαμβάνει.

$$Y_B = h_1 X_A + h_2 X_C + Z_B \quad (3.4)$$

Κάθε κόμβος χρησιμοποιεί την ίδια ισχύ εκπομπής, η οποία καθιστά τις συνδέσεις συμμετρικές:

$$h_{AC} = h_{CA} = h_0 \quad h_{AB} = h_{BA} = h_1 \quad h_{CB} = h_{BC} = h_2. \quad (3.5)$$

Αυτή η υπόθεση είναι βεβαίως περιοριστική, δεδομένου ότι κάποια μπορεί να βελτιστοποιήσει τις αμφίδρομες εκπομπές με τη διάθεση της κατάλληλης ισχύος στους κόμβους, διατηρώντας παράλληλα κάποιο σφαιρικό περιορισμό της ισχύος για όλους τους πομπούς ωστόσο, η συζήτηση είναι εκτός του πεδίου εφαρμογής του παρόντος κειμένου. Το εύρος ζώνης είναι ομαλοποιημένο στο 1Hz, έτσι ώστε ο χρόνος να μετριέται σε αριθμό των συμβόλων (χρήσεις του καναλιού) και ο λόγος σήματος προς θόρυβο (SNR) να δίνονται ως εξής:

$$\gamma_i = \frac{|h_i|^2}{N_0}, \quad i = 0, 1, 2 \quad (3.6)$$

και μια δισημειακή σύνδεση με SNR από γ μπορεί αξιόπιστα να μεταφέρει μέχρι και

$$C(\gamma) = \log_2(1 + \gamma) [bit/s]. \quad (3.7)$$

Χωρίς απώλεια της γενικότητας, μπορούμε να υποθέσουμε ότι

$$\gamma_2 \geq \gamma_1 \quad (3.8)$$

και επίσης υποθέτουμε ότι η άμεση σύνδεση είναι χειρότερη και από τις δύο συνδέσεις, δηλαδή $\gamma_0 < \gamma_1$. Θα δούμε ότι υπάρχουν συστήματα στα οποία το σήμα που λαμβάνεται πέρα από την άμεση σύνδεση μπορεί να χρησιμοποιηθεί ως μια δευτερεύουσα πληροφορία για να βελτιώσει τους διατερματικούς ρυθμούς.

3.3 Η αμφίδρομη αναμετάδοση με την αποκωδικοποίηση στον αναμεταδότη

Εδώ συζητάμε τις μεθόδους για την αμφίδρομη αναμετάδοση στην οποία ο κόμβος του αναμεταδότη αποκωδικοποιεί τα μηνύματα W_{AC} και W_{CA} . Εξετάζουμε ένα σύστημα των τριών βημάτων που ονομάζεται αναμετάδοση με

αποκωδικοποίηση και προώθηση (DF) και ένα σύστημα των δυο βημάτων που ονομάζεται *συνδυασμένη αναμετάδοση με αποκωδικοποίηση και προώθηση* (JDF). Και τα δύο συστήματα αποτελούνται από μια φάση της *ανερχόμενης ζεύξης* και μια φάση της *ευρειακτομής*. Στην φάση της ανερχόμενης ζεύξης το B συγκεντρώνει τα δεδομένα από το A και το C, ενώ στην φάση της ευρειακτομής το B εκπέμπει στο A,C.

3.3.1 Η φάση της ανερχόμενης ζεύξης

Η φάση της ανερχόμενης ζεύξης του συστήματος των τριών βημάτων αποτελείται από δύο βήματα. Στο βήμα 1 ο κόμβος A εκπέμπει W_{AC} χρησιμοποιώντας τα n_A σύμβολα και στο βήμα 2 ο κόμβος C εκπέμπει W_{CA} χρησιμοποιώντας n_C σύμβολα. Οι ρυθμοί R_A και R_C πρέπει να επιλεγούν:

$$R_A \leq C(\gamma_1), \quad R_C \leq C(\gamma_2), \quad (3.9)$$

όπου $C(\cdot)$ καθορίζεται στο (3.7). Μετά από την φάση της ανερχόμενης ζεύξης, το B αποκωδικοποιεί με επιτυχία το $n_A R_A$ που στέλνονται από το A και το $n_C R_C$ που στέλνονται από το C. Το μήνυμα που το B πρέπει να αναμεταδώσει στο C και στο A συμβολίζεται ως W_{BC} και W_{BA} , αντίστοιχα.

Στην απλούστερη περίπτωση, η άμεση σύνδεση μεταξύ του A και του C θεωρείται ότι έχει μηδενική χωρητικότητα, έτσι ώστε μετά τη φάση της ανερχόμενης ζεύξης, το A εξακολουθεί να μην έχει οποιαδήποτε πληροφορία σχετικά με το πακέτο που αποστέλλεται από το C, και το αντίστροφο. Ως εκ τούτου, όταν $\gamma_0 = 0$, το B πρέπει να αναμεταδώσει εντελώς τα μηνύματα

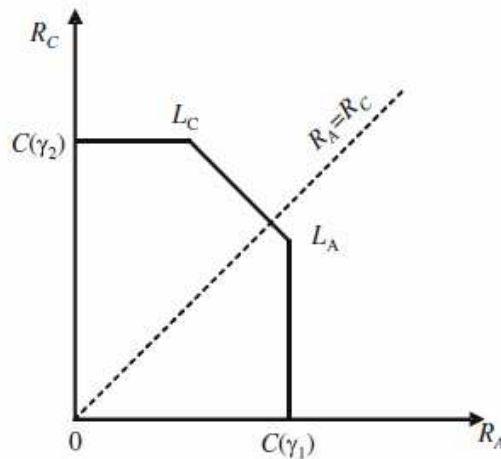
W_{AC} και W_{CA} . Ωστόσο, γενικά $\gamma_0 > 0$, έτσι ώστε η άμεση σύνδεση μεταξύ του A και του C φέρνει μη μηδενικές πληροφορίες. Σε αυτήν την περίπτωση, σε κάθε βήμα του συστήματος των τριών βημάτων υπάρχει η ευρειακτομή της μετάδοσης, δεδομένου ότι ένας κόμβος εκπέμπει και δύο λαμβάνουν. Στο βήμα 1, το A εκπέμπει στο B και στο C σ' ένα ρυθμό R_A , όπου $R_0 \leq R_A \leq C(\gamma_1)$. Ο

κόμβος C λαμβάνει κάποιες μερικού χαρακτήρα πληροφορίες από την εκπομπή του A και αντίστροφα, ο οποίος μειώνει την ποσότητα των δεδομένων που πρέπει να εκπεμφθεί από το B. Σε αυτή την περίπτωση, το

W_{BC} περιέχει $n_A[R_A - R_0]$ bits, ενώ το W_{BA} έχει $n_C[R_C - R_0]$ bits, όπου $R_0 \leq C(\gamma_0)$. Ο αναμεταδότης μπορεί να χρησιμοποιηθεί τυχαία στο [17] για να δημιουργήσει τα μηνύματα που θα πρέπει να αναμεταδοθούν. Με τέτοια προσέγγιση, το W_{BC} καθορίζεται μεμονωμένα από το W_{AC} και το W_{BA} καθορίζεται μεμονωμένα από το W_{CA} . Η εκπομπή της ανερχόμενης ζεύξης του συστήματος των τριών βημάτων φαίνεται στο σχήμα 3.3 (a).

Ενώ η φάση της ανερχόμενης ζεύξης του συστήματος των τριών βημάτων αποτελείται από δύο εκπομπές των μεταδόσεων, η φάση της ανερχόμενης ζεύξης του συστήματος (JDF) αποτελείται από δύο ταυτόχρονες εκπομπές πέρα από μια πολλαπλή πρόσβαση του καναλιού (MA). Σε αυτήν την περίπτωση ο αριθμός των καναλιών που χρησιμοποιείται από το A και το C είναι ίσος, $n_A = n_C$, και οι ρυθμοί του R_A και του R_C πρέπει να επιλεγούν μέσα στην περιοχή της χωρητικότητας του καναλιού MA [17] με το B ως ένας δέκτης (δείτε το σχήμα 3.2):

$$\begin{aligned} R_A &\leq C(\gamma_1), & R_C &\leq C(\gamma_2), \\ R_A + R_C &\leq C(\gamma_1 + \gamma_2). \end{aligned} \quad (3.10)$$



Σχήμα 3.2: Ο επιτεύξιμος ρυθμός της περιοχής για την πολλαπλή πρόσβαση του καναλιού που χρησιμοποιείται στην φάση της ανερχόμενης ζεύξης.

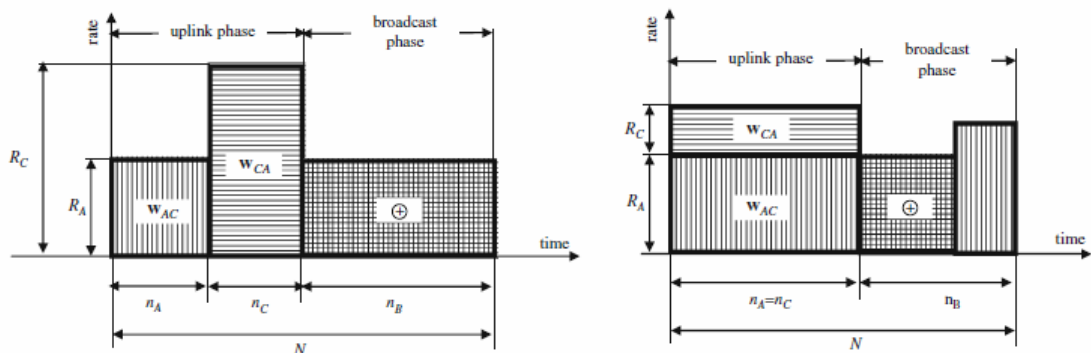
Λόγω του ημιαμφίδρομου περιορισμού, στο βήμα 1 και το A και το C δεν μπορούν να λάβουν τις πληροφορίες πέρα από την άμεση σύνδεση, έτσι ώστε

τα μηνύματα δεν μπορούν να μειωθούν και $W_{BC} = W_{AC}$, $W_{BA} = W_{CA}$. Η εκπομπή της ανερχόμενης ζεύξης του συστήματος JDF παρουσιάζεται στο σχήμα 3.3 (b).

3.3.2 Η φάση της ευρεκπομπής

Ένα χαρακτηριστικό γνώρισμα των δύο συστημάτων που περιγράφονται παραπάνω είναι ότι ο αναμεταδότης στον κόμβο B ξέρει τα μηνύματα W_{AC} , W_{CA} και έχει μια πλήρη ελευθερία στο συνδυασμό τους για την φάση της ευρεκπομπής. Περιγράφουμε αρχικά μια απλή στρατηγική της ευρεκπομπής που συνδυάζει τα δεδομένα χρησιμοποιώντας την XOR. Σε σχέση με το μέγεθος των δεδομένων που το B πρέπει να αναμεταδώσει στο A,C, υπάρχουν δύο διαφορετικές περιπτώσεις:

- $|w_{BA}| \geq |w_{BC}|$. Το μικρότερο πακέτο w_{BC} είναι γεμισμένο με $|w_{BA}| - |w_{BC}|$ μηδενικά και το γεμισμένο πακέτο συμβολίζεται με w_{BC}^P . Κατόπιν το B εκπέμπει το πακέτο $w_{BA} \oplus w_{BC}^P$ όπου ο ρυθμός μετάδοσης $R_B \leq C(\gamma_1)$, περιορίζεται από το SNR της πιο αδύναμης σύνδεσης.



Σχήμα 3.3: Η απεικόνιση της ανερχόμενης ζεύξης και η φάση της ευρεκπομπής για τα συστήματα με την αποκωδικοποίηση στον αναμεταδότη: (a) στο σύστημα των τριών βημάτων και (b) στο σύστημα των δυο βημάτων.

Αυτό απαιτείται δεδομένου ότι και το A και το C πρέπει να λάβουν σωστά το πακέτο XOR. Αυτή η περίπτωση της φάσης της ευρυεκπομπής απεικονίζεται στο σχήμα 3.3 (a).

- $|w_{BA}| < |w_{BC}|$. Σε αυτήν την περίπτωση παίρνουμε τον πρώτο $|w_{BA}|$ bits του w_{BC} για να δημιουργήσει το πακέτο $w_{BC}^{(1)}$. Το διάνυσμα του τελευταίου $|w_{BC}| - |w_{BA}|$ bits του w_{BC} συμβολίζεται με $w_{BC}^{(2)}$. Ο αναμεταδότης του κόμβου εκπέμπει ως εξής:
 - Το πακέτο $w_{BC}^{(1)} \oplus w_{BA}$ στον ρυθμό $R_B^{(1)} \leq C(\gamma_1)$
 - Το πακέτο $w_{BC}^{(2)}$ στον ρυθμό $R_B^{(2)} \leq C(\gamma_2)$, καθώς μόνο το C θα πρέπει να το λάβει.

Αυτή η απλή εκπομπή απεικονίζεται στο σχήμα 3.3 (b). Μια τέτοια περίπτωση μπορεί να προκύψει εάν κατά τη διάρκεια της φάσης της ανερχόμενης ζεύξης ο ρυθμός του ζευγαριού (R_A, R_C) επιλέγεται για να είναι, π.χ., στο σημείο L_A .

Το σχήμα 3.3 παρουσιάζει μόνο δύο από τους τέσσερις πιθανούς συνδυασμούς των διαφορετικών επιλογών για τις φάσεις της ανερχόμενης ζεύξης και τις φάσεις της ευρυεκπομπής. Παραδείγματος χάριν, επίσης στο σύστημα των τριών βημάτων μπορεί να συμβεί αυτό $|w_{BA}| < |w_{BC}|$, έτσι ώστε η φάση της ευρυεκπομπής να χρησιμοποιεί τις μεταδόσεις σε δύο διαφορετικούς ρυθμούς.

3.3.3 Οι βελτιωμένες στρατηγικές της ευρυεκπομπής

Η απλή στρατηγική της ευρυεκπομπής δεν χρησιμοποιεί αποτελεσματικά τους διαθέσιμους βαθμούς της ελευθερίας. Σε αυτή την ενότητα περιγράφουμε δύο στρατηγικές που μπορούν να διευρύνουν τον επιτεύξιμο ρυθμό της περιοχής: (1) την στρατηγική της ευρυεκπομπής που βασίζεται στην κωδικοποίηση της υπέρθεσης και (2) την στρατηγική της ευρυεκπομπής με τις δευτερεύουσες πληροφορίες.

3.3.3.1 Η ευρυεκπομπή με την κωδικοποίηση της υπέρθεσης

Η κωδικοποίηση της υπέρθεσης έχει εισαχθεί ως στρατηγική της κωδικοποίησης που επιτυγχάνει την χωρητικότητα της περιοχής της εκπομπής των υποβιβασμένων καναλιών [17]. Η εκπομπή των Γκαουσιανών καναλιών υποβιβάζεται και εδώ εξηγούμε τη στρατηγική της υπέρθεσης για την Γκαουσιανή περίπτωση. Επαναχρησιμοποιούμε τις σημειώσεις από το παραπάνω σχέδιο και εξετάζουμε την περίπτωση στην οποία το B εκπέμπει στο A και στο C. Η κωδικολέξη που εκπέμπεται από το B είναι

$$x_B = \sqrt{1-\theta}x_{B,1} + \sqrt{\theta}x_{B,2}, \quad (3.11)$$

όπου θ είναι ο συντελεστής της διαίρεσης της ισχύος. Η κωδικολέξη $x_{B,1}$ πρέπει να αποκωδικοποιηθεί και από το A και από το C, ενώ η κωδικολέξη $x_{B,2}$ πρέπει να αποκωδικοποιηθεί μόνο από το C. Όταν αποκωδικοποιώντας το $x_{B,1}$, η κωδικολέξη $x_{B,2}$ πρέπει να αντιμετωπιστεί ως θόρυβος με τη ισχύ θ , έτσι ώστε ο ρυθμός του πρέπει να ικανοποιήσει το

$$R_{B,1} \leq C \left(\frac{(1-\theta)|h_{BA}|^2}{N_0 + \theta|h_{BA}|^2} \right) = C \left(\frac{(1-\theta)\gamma_1}{1+\theta\gamma_1} \right). \quad (3.12)$$

Το C χρησιμοποιεί τη διαδοχική ακύρωση της παρεμβολής: μετά αποκωδικοποιώντας το $x_{B,1}$, η συμβολή του από το λαμβανόμενο σήμα αφαιρείται και το $x_{B,2}$ αποκωδικοποιείται, έτσι ώστε αυτός ο ρυθμός του θα πρέπει να ικανοποιήσει το

$$R_{B,2} \leq C(\theta\gamma_2). \quad (3.13)$$

Εάν το B εκπέμπει κατά τη διάρκεια των χρήσεων του καναλιού n_B , μετά το A λαμβάνει $n_B R_{B,1}$ bits, ενώ το C λαμβάνει $n_B R_{B,1} + n_B R_{B,2}$ bits. Αυτό υπονοεί ότι αυτή η στρατηγική είναι αποτελεσματική όταν ο αναμεταδότης στον κόμβο B έχει περισσότερα δεδομένα που προορίζονται για το C από το A,

δηλαδή $|w_{BC}| \geq |w_{BA}|$. Υπενθυμίστε την αντίστοιχη περίπτωση από την απλή στρατηγική ευρεεκπομπής, στην οποία έχουμε χωρίσει τα δεδομένα της ευρεεκπομπής του B σε δύο μηνύματα:

- Το πακέτο $w_{BC}^{(1)} \oplus w_{BA}$ είναι κοινό και για το A και για το C και στέλνεται χρησιμοποιώντας την κωδικολέξη $x_{B,1}$, σ' ένα ρυθμό $R_{B,1}$.
- Το πακέτο $w_{BC}^{(2)}$ στέλνεται χρησιμοποιώντας την κωδικολέξη $x_{B,2}$, σ' ένα ρυθμό $R_{B,2}$.

Μόλις καθοριστούν οι παράμετροι της φάσης της ανερχόμενης ζεύξης, κάποιος μπορεί να θέσει το ερώτημα όπου το θ θα οδηγήσει στην αποδοτικότερη ευρεεκπομπή; Μπορούμε να απαντήσουμε σε αυτό με την ρύθμιση των ισοτήτων στο (3.12) - (3.13) και την επίλυση των εξισώσεων της ισορροπίας για τα δεδομένα της ανερχόμενης ζεύξης και τις φάσεις της ευρεεκπομπής. Για το σύστημα των τριών βημάτων DF οι εξισώσεις ισορροπίας δίνονται ως:

$$n_A(R_A - R_0) = n_B(R_{B,1} + R_{B,2}), \quad (3.14)$$

$$n_C(R_C - R_0) = n_B R_{B,1}. \quad (3.15)$$

Η πρώτη και η δεύτερη εξίσωση ισορροπίας είναι για το w_{BC} και το w_{BA} , αντίστοιχα. Οι μόνοι άγνωστοι είναι το n_B και το θ , οι οποίοι μπορούν να βρεθούν με την επίλυση του συστήματος των εξισώσεων. Για το σύστημα JDF οι ίδιες οι εξισώσεις εφαρμόζονται με τη ρύθμιση $n_A = n_C$ και $R_0 = 0$.

3.3.3.2 Η βέλτιστη στρατηγική της ευρεεκπομπής για την αναμετάδοση των δυο βημάτων

Στις προηγούμενες στρατηγικές της ευρεεκπομπής, ο αναμεταδότης στον κόμβο συνδυάζει «ψηφιακά» τα δεδομένα που προορίζονται για τους δύο διαφορετικούς χρήστες με τη χρησιμοποίηση της συνάρτησης XOR. Επομένως, το B μπορεί να χρησιμοποιήσει τα κωδικοβιβλία και τις στρατηγικές που χρησιμοποιούνται στο συμβατικό σχέδιο της ευρεεκπομπής, όπου το B

είναι η πηγή των πληροφοριών. Αφ' ενός, το B δεν είναι η πηγή των πληροφοριών και κάθε ένας από τους κόμβους A,C γνωρίζει μέρος των δεδομένων που το B εκπέμπει, δεδομένου ότι ο ίδιος έχει στείλει τα δεδομένα στην φάση της ανερχόμενης ζεύξης. Αυτό παρακινεί για να εξεταστεί μια διαφορετική στρατηγική ευρυεκπομπής, στην οποία τα κωδικοβιβλία στο B σχεδιάζονται προκειμένου να αποτελέσουν τις παρούσες δευτερεύουσες πληροφορίες στους κόμβους A,C, όπως εισάγεται στο [12].

Διαισθητική περιγραφή

Εξετάστε ένα πολύ απλουστευμένο σχέδιο στο οποίο το B έχει δύο bits $w_{BA} = [c_1 \ c_2]$ για να μεταδοθεί στο A και τέσσερα bits $w_{BC} = [a_1 \ a_2 \ a_3 \ a_4]$ για να μεταδοθεί στο C. Επιπλέον, υποθέστε ότι το A ξέρει το w_{BC} και το C ξέρει το w_{BA} και αυτή η γνώση χρησιμοποιείται ως μια δευτερεύουσα πληροφορία στη διαδικασία της αποκωδικοποίησης. Κάνουμε επίσης τις ακόλουθες απλοϊκές υποθέσεις. Η σύνδεση B – C έχει SNR γ_2 που είναι επαρκής για το C για να αποκωδικοποιήσει αξιόπιστα τα 16 - QAM σύμβολα που στέλνονται από το B. Η σύνδεση B – A έχει ένα χαμηλότερο SNR και μπορεί αξιόπιστα να αποκωδικοποιήσει μόνο τα QPSK σύμβολα, αλλά όχι τους αστερισμούς ενός υψηλότερου επιπέδου. Ο *αξιόπιστος* όρος όπως χρησιμοποιείται εδώ δεν είναι ακριβής και δεν απεικονίζει την πιθανολογική φύση των λαθών, αλλά εξυπηρετεί καλά για την επεξήγηση των σκοπών. Θέτουμε το ακόλουθο ερώτημα:

Μπορεί το B να χρησιμοποιήσει ένα ενιαίο 16 – QAM σύμβολο για να στείλει και το w_{BA} και το w_{BC} ;

Το τέχνασμα είναι να παρατηρηθεί ότι ο 16 - QAM αστερισμός αποτελείται από τέσσερα μετατοπισμένα QPSK υποσύνολα ή υποαστερισμούς, βλέπε το σχήμα 3.4. Το A δεν μπορεί αξιόπιστα να αποκωδικοποιήσει ένα 16 - QAM σύμβολο, αλλά εάν έχει μια δευτερεύουσα πληροφορία στην οποία το QPSK υποσύνολο κάνει το σύμβολο να ανήκει, μπορεί αξιόπιστα να το αποκωδικοποιήσει. Σημειώστε ότι ένα «υποσύνολο QPSK» έχει περίπου την απώλεια 1.0 dB έναντι του καθαρού σήματος QPSK, αλλά για τη συζήτηση εδώ υποθέτουμε ότι και τα δύο μπορούν να παραληφθούν στο A εξίσου αξιόπιστα. Η αναφερθείσα αποκωδικοποίηση των υποσυνόλων στο A μπορεί

να εφαρμοστεί ως εξής. Ο κόμβος B δημιουργεί τα ακόλουθα ασήμαντα μηνύματα:

- Το μήνυμα $w_{B,1} = [a_1 \ a_2] \oplus [c_1 \ c_2]$ πρέπει να αποκωδικοποιηθεί και από το A και από το C.
- Το μήνυμα $w_{B,2} = [a_3 \ a_4]$ πρέπει να αποκωδικοποιηθεί από το C μόνο.

Για να δούμε πώς το εκπεμπόμενο 16 - QAM σύμβολο επιλέγεται για το δεδομένο $w_{B,1}, w_{B,2}$ αναφερόμαστε στο σχήμα 3.4. Ο κόμβος B χρησιμοποιεί το $w_{B,2}$ για να καθορίσει ποιο QPSK υποσύνολο στέλνεται, ενώ χρησιμοποιεί το $w_{B,1}$, για να καθορίσει το σύμβολο μέσα στο υποσύνολο.

Τώρα, δεδομένου ότι το A γνωρίζει το $w_{B,2}$ και με αυτόν τον τρόπο εκ των προτέρων το υποσύνολο, αυτό αποκωδικοποιεί το λαμβανόμενο σήμα με τον καθορισμό της απόφασης των περιοχών μόνο για το υποσύνολο του ενδιαφέροντος και την αδιαφορία των άλλων 12 σημείων του αστερισμού. Μετά από την αποκωδικοποίηση του $w_{B,1}$, ανακτά τα bits $[c_1 \ c_2]$ με τη χρησιμοποίηση της XOR. Αφ' ενός, το C αποκωδικοποιεί την εκπομπή του B με τη χρησιμοποίηση του πλήρους 16 - QAM αστερισμού, ανακτά τα 2-bit πακέτα του $w_{B,1}$ και του $w_{B,2}$, και χρησιμοποιεί την XOR για να εξάγει τα bits $[a_1 \ a_2]$ από το $w_{B,1}$.

Κάποιος μπορεί να υποστηρίξει ότι έχουμε χρησιμοποιήσει πάλι τον ψηφιακό συνδυασμό με την XOR. Ωστόσο, εδώ η αποκωδικοποίηση στο A χρησιμοποιεί τις δευτερεύουσες πληροφορίες στο «αναλογικό» μέρος της αποκωδικοποίησης, η οποία δεν είναι η περίπτωση με το συνηθισμένο συνδυασμό του πακέτου της XOR.

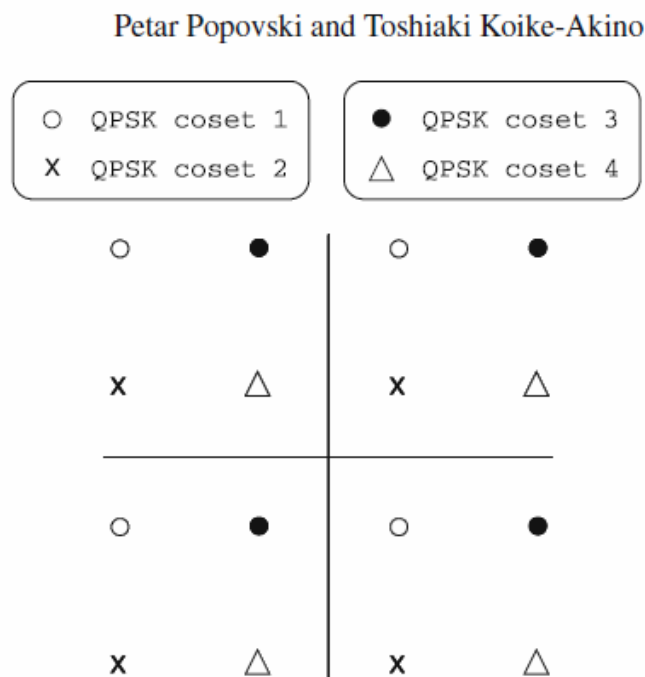
Το αποτέλεσμα από το [12] δείχνει ότι μια σχετική στρατηγική της ευρυεκπομπής μπορεί να επινοηθεί ως μια πληροφορία ή ως μια θεωρητική έννοια με τη δημιουργία των κατάλληλων κωδικοβιβλίων και την αποκωδικοποίηση των κανόνων. Κατά συνέπεια, το μήνυμα από το B μπορεί να φέρει τα δεδομένα στο A(C) σ' ένα ρυθμό $R_{BA}(R_{BC})$ όπου

$$R_{BA} \leq C(\gamma_1), \quad R_{BC} \leq C(\gamma_2). \quad (3.16)$$

Με τα δεδομένα στοιχεία w_{BA} και w_{BC} , αυτή η στρατηγική της ευρυεκπομπής πραγματοποιείται ως εξής. Υποθέστε ότι το B χρησιμοποιεί τους μέγιστους πιθανούς ρυθμούς με το να υποβάλει την ισότητα στο (3.16). Εξετάζουμε αρχικά την περίπτωση όταν

$$\frac{|w_{BA}|}{C(\gamma_1)} \geq \frac{|w_{BC}|}{C(\gamma_2)}. \quad (3.17)$$

το B διαιρεί το w_{BA} σε δύο μηνύματα το $w_{BA}^{(1)}$, $w_{BA}^{(2)}$ έτσι ώστε



Σχήμα 3.4: Η αντιπροσώπευση του 16 - QAM με τέσσερις “υποαστερισμούς” QPSK.

- Με το $n_{B,1}$, οι χρήσεις του καναλιού και η χρησιμοποίηση της ευρυεκπομπής των κωδικοβιβλίων με τις δευτερεύουσες πληροφορίες, στέλνει το $w_{BA}^{(1)}$ στο A και το w_{BC} στο C, έτσι ώστε τα ακόλουθα πρέπει να πληρούνται:

$$\frac{|w_{BA}^{(1)}|}{C(\gamma_1)} = \frac{|w_{BC}|}{C(\gamma_2)} \quad (3.18)$$

από το οποίο το μέγεθος $w_{BA}^{(1)}$ μπορεί να καθορισθεί.

- Με το $n_{B,2}$, το κανάλι χρησιμοποιεί τον συνηθισμένο ενιαίο χρήστη του κωδικοβιβλίου με τον ρυθμό $C(\gamma_1)$ για να εκπέμψει το $w_{BA}^{(2)}$ στο A.

Από τους παραπάνω όρους η διάρκεια της φάσης της ευρυεκπομπής βρίσκεται για να είναι

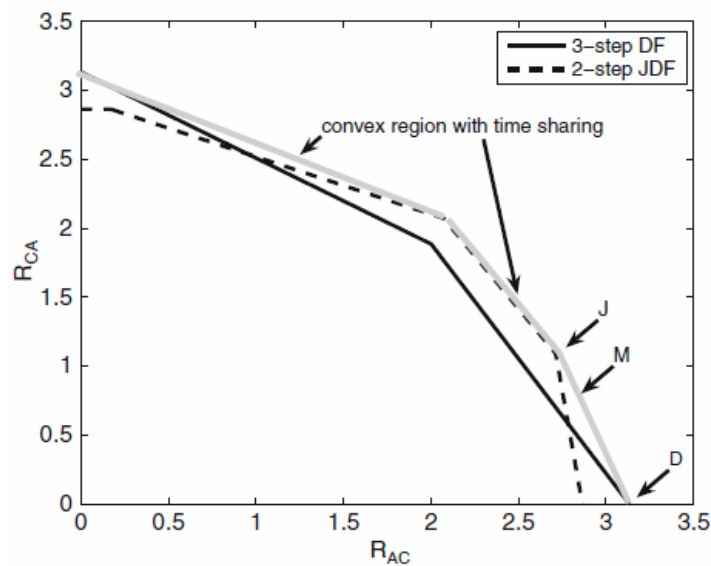
$$n_B = n_{B,1} + n_{B,2} = \frac{|w_{BA}|}{C(\gamma_1)}. \quad (3.19)$$

Για την άλλη περίπτωση, όταν στην (3.17) δεν ικανοποιείται, με μια παρόμοια ανάλυση μπορεί να διαπιστωθεί ότι η διάρκεια της φάσης της ευρυεκπομπής είναι

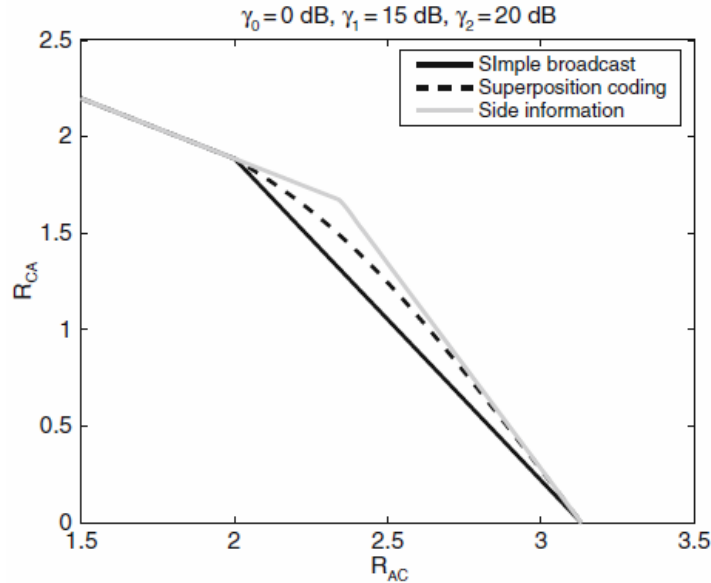
$$n_B = \frac{|w_{BC}|}{C(\gamma_2)}. \quad (3.20)$$

3.3.4 Η αριθμητική εικονογράφηση

Τα σχήματα 3.5 και 3.6 συγκρίνουν τις περιοχές του επιτεύξιμου ρυθμού των ζευγαριών (R_{AC}, R_{CA}) για τις διαφορετικές στρατηγικές της ανερχόμενης ζεύξης / της ευρεεκτομπής των συστημάτων με την αποκωδικοποίηση στον αναμεταδότη. Το σχήμα 3.5 συγκρίνει το σύστημα των τριών βημάτων DF με το σύστημα των δυο βημάτων JDF όταν χρησιμοποιείται η απλή στρατηγική της ευρεεκτομπής. Το $SNRs$ των συνδέσεων επιλέγεται για να διευκρινίσει ότι καμία από τις δύο επιτεύξιμες περιοχές δεν περιλαμβάνεται αποκλειστικά σε άλλη.



Σχήμα 3.5: Οι επιτεύξιμοι ρυθμοί των περιοχών με το σύστημα των τριών βημάτων DF και το σύστημα των δυο βημάτων JDF όταν χρησιμοποιείται η απλή στρατηγική της ευρεεκτομπής. Οι παράμετροι είναι $\gamma_0 = 0dB$, $\gamma_1 = 15dB$, $\gamma_2 = 20dB$.



Σχήμα 3.6: Οι επιτεύξιμοι ρυθμοί των περιοχών με το σύστημα των τριών βημάτων DF όταν χρησιμοποιούνται οι διαφορετικές στρατηγικές της ευρεεκπομπής. Οι παράμετροι είναι $\gamma_0 = 0 \text{ dB}$, $\gamma_1 = 15 \text{ dB}$, $\gamma_2 = 20 \text{ dB}$.

Όπως φαίνεται στο [7], το μέγιστο άθροισμα του αμφίδρομου ρυθμού επιτυγχάνεται όταν $|w_{BA}| = |w_{BC}|$. Οι δύο στρατηγικές μπορούν να συνδυαστούν από την κατανομή του χρόνου στο [17] προκειμένου να επιτεύξουν τον ρυθμό των ζευγαριών που δεν είναι επιτεύξιμο από οποιαδήποτε ενιαία στρατηγική DF ή JDF. Η γκριζα γραμμή παρουσιάζει την κυρτή περιοχή των επιτεύξιμων ρυθμών όταν η κατανομή του χρόνου χρησιμοποιείται. Παραδείγματος χάριν, ο ρυθμός του ζευγαριού στο σημείο M μπορεί να επιτευχθεί με τη χρησιμοποίηση της στρατηγικής JDF με τους ρυθμούς στο σημείο J για ένα κλάσμα του χρόνου δ , ενώ για το υπόλοιπο κλάσμα $(1 - \delta)$ του χρόνου χρησιμοποιώντας τη μονόδρομη εκπομπή από το A στο C με το B ως αρωγό (οι ρυθμοί στο σημείο D).

Το σχήμα 3.6 συγκρίνει τον επιτεύξιμο ρυθμό της περιοχής για το σύστημα των τριών βημάτων DF για τις τρεις διαφορετικές στρατηγικές της ευρεεκπομπής. Σημειώστε ότι το διάγραμμα αρχίζει με μια τιμή $R_{AC} = 1.5$ προκειμένου να υπογραμμιστούν οι διαφορές μεταξύ των στρατηγικών. Όπως αναμένεται, η μεγαλύτερη περιοχή επιτυγχάνεται από τη στρατηγική της ευρεεκπομπής με τις δευτερεύουσες πληροφορίες. Παρόμοια αποτελέσματα επιτυγχάνονται όταν εξετάζεται η στρατηγική JDF. Γενικά, τα οφέλη της βελτιωμένης στρατηγικής της ευρεεκπομπής είναι παρατηρήσιμα

όταν η ποσότητα των δεδομένων $|w_{BC}|$ είναι ότι πρέπει να στέλνει πέρα από την ισχυρότερη σύνδεση που είναι μεγαλύτερη από το $|w_{BA}|$.

3.4 Η αμφίδρομη αναμετάδοση χωρίς αποκωδικοποίηση στον αναμεταδότη.

Ο αναμεταδότης στον κόμβο B δεν είναι ο προβλεπόμενος προορισμός των δεδομένων από την πηγή και ως εκ τούτου δεν είναι απαραίτητο ότι αποκωδικοποιεί τα δεδομένα. Επηρεάζοντας αυτή την παρατήρηση, μπορούμε εμφανώς να αυξήσουμε το διάστημα των διαθέσιμων στρατηγικών της επικοινωνίας. Σε αυτή την ενότητα συζητάμε διάφορες τεχνικές που δεν απαιτούν την αποκωδικοποίηση του αναμεταδότη. Σημειώστε ότι οι στρατηγικές χωρίς αποκωδικοποίηση στον αναμεταδότη δεν είναι καινοτομία που παρουσιάζεται με την αμφίδρομη αναμετάδοση, αλλά έχουν εφαρμοστεί ήδη στη μονόδρομη αναμετάδοση, βλέπετε, π.χ. στο [18]. Παρ' όλα αυτά, το σχέδιο της αμφίδρομης αναμετάδοσης έχει τα διακριτικά χαρακτηριστικά που δίνουνε αφορμή για μερικές απολύτως νέες στρατηγικές, όπως η απομάκρυνση του θορύβου και προώθηση - denoise and forward (DNF), που περιγράφονται περαιτέρω στο κείμενο.

Περιγράφουμε τις τρεις στρατηγικές που έχουν δύο βήματα, όπως στο σύστημα JDF: ένα βήμα της ανερχόμενης ζεύξης πέρα από την πολλαπλή πρόσβαση του καναλιού, έτσι ώστε $n_A = n_C$, και ένα βήμα των χρήσεων του καναλιού n_B για την ευρυεκπομπή. Δεδομένου ότι το B δεν λαμβάνει τα μηνύματα W_{AC} , W_{CA} , αυτό δεν μπορεί να τα συνδυάσει ψηφιακά χρησιμοποιώντας την συνάρτηση XOR. Αντ' αυτού, τα σήματα από το A και το C συνδυάζονται ενδογενώς μέσω της πολλαπλής πρόσβασης του καναλιού, έτσι ώστε το δίκτυο να είναι αναλογικό και η κωδικοποίηση να γίνεται σε φυσικό στρώμα στο [4,7,11].

3.4.1 Αναμετάδοση με ενίσχυση και προώθηση – Amplify-and-Forward (AF)

Η στρατηγική είναι η αναμετάδοση με ενίσχυση και προώθηση (AF) [3,6], στην οποία ο αναμεταδότης B ενισχύει και εκπέμπει τα σύμβολα του λαμβανόμενου θορυβώδους σήματος y_B από την φάση της ανερχόμενης ζεύξης, έτσι ώστε το δiάνυσμα που εκπέμπεται κατά την φάση της ευρυεκπομπής είναι

$$x_B = \beta y_B = \beta (h_1 x_A + h_2 x_C + z_B). \quad (3.21)$$

Ο παράγοντας ενίσχυσης β επιλέγεται ως

$$\beta = \frac{1}{\sqrt{|h_1|^2 + |h_2|^2 + N_0}} \quad (3.22)$$

για να κάνει τη μέση εκπεμπόμενη ανά σύμβολο ενέργεια στο B ίσο με 1. Για το σύστημα AF είναι $n_B = n_A = n_C$. Το m th σύμβολο που παραλαμβάνεται από το A είναι η ενισχυμένη και πρόσθετη έκδοση του m th συμβόλου που παραλαμβάνεται από το B στο βήμα 1:

$$\begin{aligned} y_A[m] &= \beta h_1 y_B[m] + z_A[m] \\ &= \beta h_1^2 x_A[m] + \beta h_1 h_2 x_C[m] + \beta h_1 z_B[m] + z_A[m]. \end{aligned}$$

Υποθέτοντας ότι το A γνωρίζει το $x_A[m], h_1, h_2$, και το β , τότε αυτό μπορεί να αφαιρέσει τη συμβολή $\beta h_1^2 x_A[m]$ από το $y_A[m]$ και να λάβουν

$$r_A[m] = \beta h_1 h_2 x_C[m] + \beta h_1 z_B[m] + z_A[m], \quad (3.23)$$

το οποίο είναι ένα Γκαουσιανό κανάλι για τη λήψη $x_C[m]$ με SNR:

$$\gamma^{(AF)}_{C \rightarrow A} = \frac{\beta^2 |h_1|^2 |h_2|^2}{\left(\beta^2 |h_1|^2 + 1 \right) N_0} = \frac{\gamma_1 \gamma_2}{2\gamma_1 + \gamma_2 + 1}. \quad (3.24)$$

Αυτή η σημείωση δείχνει ότι το $\gamma^{(AF)}_{C \rightarrow A}$ είναι το SNR που καθορίζει τον ρυθμό της εκπομπής R_C , έτσι ώστε το x_C να μπορεί να αποκωδικοποιηθεί επιτυχώς από το A. Ομοίως, μπορούμε να βρούμε το SNR το οποίο καθορίζει το ρυθμό R_A :

$$\gamma^{(AF)}_{A \rightarrow C} = \frac{\gamma_1 \gamma_2}{\gamma_1 + 2\gamma_2 + 1}. \quad (3.25)$$

Ο ρυθμός του ζευγαριού (R_A, R_C) που χρησιμοποιείται στο βήμα 1 θα πρέπει να πληρεί το

$$R_A \leq C \left(\gamma^{(AF)}_{A \rightarrow C} \right), \quad R_C \leq C \left(\gamma^{(AF)}_{C \rightarrow A} \right) \quad (3.26)$$

και ο επιτεύξιμος ρυθμός της περιοχής καθορίζεται ως

$$R_{AC} \leq \frac{1}{2} C \left(\gamma^{(AF)}_{A \rightarrow C} \right), \quad R_C \leq \frac{1}{2} C \left(\gamma^{(AF)}_{C \rightarrow A} \right) \quad (3.27)$$

δεδομένου ότι οι διατεμαστικοί ρυθμοί υπολογίζονται πέρα από το $2n_B$ των χρήσεων του καναλιού.

3.4.2 Απομάκρυνση του θορύβου και προώθηση - Denoise-and-Forward (DNF)

Ακόμα κι αν ο αναμεταδότης δεν αποκωδικοποιεί τα μηνύματα από το A και το C, μπορεί ακόμα να επεξεργαστεί το λαμβανόμενο σήμα y_B πέρα από τη

απλή ενίσχυση, ενώ ακόμα δεν αποκωδικοποιεί τα μηνύματα W_{AC} , W_{CA} . Γενικά, αποκαλούμε εκείνες τις στρατηγικές απομάκρυνση του θορύβου και προώθηση (DNF) προκειμένου να υπογραμμιστεί ότι ο θόρυβος μετριάζεται, αλλά το σήμα δεν αποκωδικοποιείται.

Ένα παράδειγμα παροχής των κινήτρων για την απομάκρυνση του θορύβου και προώθηση (DNF)

Υποθέστε ότι η πολλαπλή πρόσβαση στο κανάλι B διευκρινίζεται με το $h_{AB} = h_{CB} = 1$:

$$Y_B = X_A + X_C + Z_B. \quad (3.28)$$

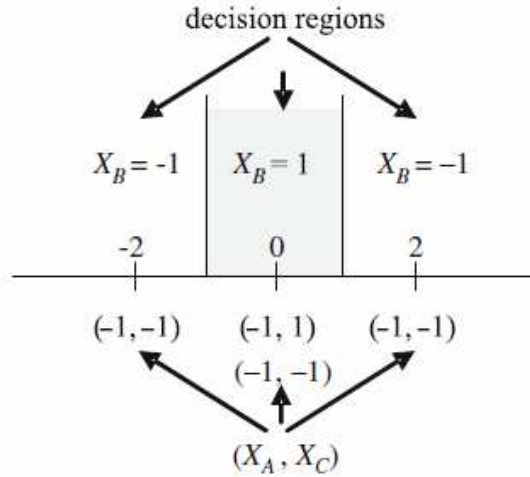
Έστω ότι το A,C χρησιμοποιεί την διαμόρφωση BPSK όταν $X_A, X_C \in \{-1,1\}$. Υποθέτουμε αρχικά ότι δεν υπάρχει κανένας θόρυβος $Z_B = 0$. Τότε τα πιθανά σήματα που το B μπορεί να παρατηρήσει είναι $\{-2,0,2\}$. Εάν το λαμβανόμενο σύμβολο είναι είτε 2 είτε -2 τότε το B μπορεί να συμπεράνει ότι τα σήματα που στέλνονται από το A και το C είναι $(X_A, X_C) = (1,1)$ και $(X_A, X_C) = (-1,-1)$, αντίστοιχα. Εάν το B λαμβάνει 0, τότε έχει την αμφιβολία εάν τα σήματα που στέλνονται είναι $(X_A, X_C) = (1,-1)$ ή $(X_A, X_C) = (-1,1)$. Ωστόσο, π.χ., εάν το A στέλνει 1 και μαθαίνει ότι το B έχει παρατηρήσει 0, τότε το A μπορεί να συμπεράνει ότι $X_C = -1$. Πόσες πληροφορίες πρέπει το B να στείλει έτσι ώστε το A και το C να μπορούν να ανακτήσουν ο ένας τα σύμβολα του άλλου; Μια πληροφορία από το B είναι επαρκής: Εάν το B χρησιμοποιεί επίσης τη διαμόρφωση BPSK, τότε μπορεί να εκπέμψει το $X_B = -1$ όταν παρατηρεί ότι το $Y_B = -2$ ή το $Y_B = 2$ και μπορεί να εκπέμψει το $X_B = 1$ όταν το $Y_B = 0$. Κάποιος μπορεί εύκολα να ελέγξει ότι, με τη γνώση του X_A και του X_B , το A μπορεί να συμπεράνει το X_C και, αντίστροφα, γνωρίζοντας το X_C και το X_B , το C μπορεί να συμπεράνει το X_A .

Εάν το κανάλι στο B είναι θορυβώδες, τότε το B πρέπει να καθορίσει την κατάλληλη απόφαση στις περιοχές για τα σύμβολα, βλέπετε το σχήμα 3.7. Το

αποτέλεσμα της διαδικασίας της απόφασης είναι ένα σύμβολο από το σύνολο $\{-2, 0, 2\}$ και στο επόμενο βήμα στο B ισχύει η απεικόνιση της απομάκρυνσης του θορύβου για να συμπιεστεί το τριαδικό σύμβολο από τη διαδικασία της απόφασης σ' ένα δυαδικό σύμβολο $\{-1, 1\}$ που πρέπει να σταλεί στη φάση της ευρυεκπομπής.

Το παράδειγμα περιγράφει παραπάνω τις κύριες διαδικασίες που πρέπει να γίνουν από το B για να εφαρμόσουν ένα σύστημα DNF: (1) την διαδικασία της απόφασης που κβαντοποιούν το λαμβανόμενο σήμα και (2) την απεικόνιση του κβαντοποιημένου σήματος σ' ένα μήνυμα που στέλνεται στη φάση της ευρυεκπομπής. Στο παράδειγμα έχουμε χρησιμοποιήσει την απομάκρυνση του θορύβου ανά σύμβολο, όπου η κβαντοποίηση και η απεικόνιση γίνονται για κάθε μεμονωμένο σύμβολο. Μια τέτοια προσέγγιση είναι ενδιαφέρουσα όταν εξετάζουμε την μη πληροφόρηση της θεωρητικής ανάλυσης εξετάζοντας το πεπερασμένο μήκος των πακέτων και των αστερισμών, βλέπετε την ενότητα 3.6.

Για την πληροφόρηση της θεωρητικής ανάλυσης, πρέπει να εξετάσουμε ανά κωδικολέξη την απομάκρυνση του θορύβου. Σε αυτή την περίπτωση, η απόφαση / η απεικόνιση στο B είναι βασισμένες στο λαμβανόμενο δάνυσμα y_B κατά τη διάρκεια που $n_A = n_C$ το κανάλι χρησιμοποιεί την φάση της πολλαπλής πρόσβασης. Η απεικόνιση της απομάκρυνσης του θορύβου στο B παράγει το μήνυμα W_B και πρέπει να σχεδιαστεί κατά τέτοιο τρόπο ώστε γνωρίζοντας το W_{AC} και το W_B , ο κόμβος A μπορεί μεμονωμένα να καθορίσει το W_{CA} (ανάλογο για το C). Γενικότερα, οι θορυβώδεις εκδόσεις του εκπεμπόμενου σήματος x_B είναι το y_A και το y_C , κάθε ένα που είναι ένα δάνυσμα της διάστασης του n_B . Μετά από τη φάση της ευρυεκπομπής, ο κόμβος A πρέπει να είναι σε θέση να αποκωδικοποιήσει το W_{CA} από την παρατήρηση του y_A και χρησιμοποιώντας το W_{AC} ως δευτερεύουσα πληροφορία.



Σχήμα 3.7: Το παράδειγμα της απόφασης των περιοχών και η απεικόνιση της απομάκρυνσης του θορύβου όταν το A,C χρησιμοποιεί την σηματοδοσία BPSK και $h_{AB} = h_{CB} = 1$.

Είναι ενδιαφέρον να βρεθεί ο ρυθμός του ζευγαριού (R_{AC}, R_{CA}) που είναι στο εξωτερικό όριο του επιτεύξιμου ρυθμού της περιοχής. Υποθέστε ότι στην φάση της ανερχόμενης ζεύξης, οι εκπεμπόμενοι ρυθμοί είναι το $R_A = C(\gamma_1)$ και το $R_C = C(\gamma_2)$. Ο αναμεταδότης B δεν μπορεί να αποκωδικοποιήσει το W_{AC} και το W_{CA} επειδή το σημείο $(R_A, R_C) = (C(\gamma_1), C(\gamma_2))$ είναι εκτός της περιοχής της χωρητικότητας της πολλαπλής πρόσβασης του καναλιού με το B, αυτό φαίνεται με την απλή παρατήρηση ότι $C(\gamma_1 + \gamma_2) < C(\gamma_1) + C(\gamma_2)$. Τώρα υποθέστε ότι στη φάση της ευρεκπομπής το B χρησιμοποιεί $n_B = n_A = n_C$ για να εκπέμψει το y_B αθόρυβα, έτσι ώστε το A,C να μπορεί να παρατηρήσει την ακριβή απόδοση του διανύσματος του y_B . Σαφώς, κανένα σύστημα DNF δεν μπορεί να κάνει καλύτερα από αυτό, δεδομένου ότι το y_A και το y_C μπορούν να αναπαρασταθούν ως θορυβώδη αντίγραφα του y_B . Εάν το x_A στέλνεται στον ρυθμό του R_A , μετά για να είναι αποκωδικοεύσιμος στο C πρέπει να πληρεί το.

$$R_A \leq I(x_A; y_A | W_{CA}) \stackrel{(a)}{\leq} I(x_A; y_B | W_{CA}) = n_A C(\gamma_1), \quad (3.29)$$

όπου (α) είναι η επεξεργασία των δεδομένων που προκύπτει η ανισότητα στο [17]. Ωστόσο, το C αποκωδικοποιεί το σήμα από το A μετά από $2n_A$ χρήσεις του καναλιού, έτσι ώστε ο διατερματικός ρυθμός από το A στο C είναι $\frac{1}{2}R_A = \frac{1}{2}C(\gamma_1)$. Κάνοντας τις ανάλογες παρατηρήσεις για το C, μπορούμε να γράψουμε ότι ένα σημείο στο εξωτερικό όριο της επιτεύξιμης περιοχής και το άθροισμα του αμφίδρομου ρυθμού δίνεται από τον τύπο

$$(R_{AC}, R_{CA}) = \left(\frac{1}{2}C(\gamma_1), \frac{1}{2}C(\gamma_2) \right). \quad (3.30)$$

Η δυνατότητα επίτευξης του εξωτερικού ορίου με τους δομημένους κώδικες συζητείται στην ενότητα 3.5.

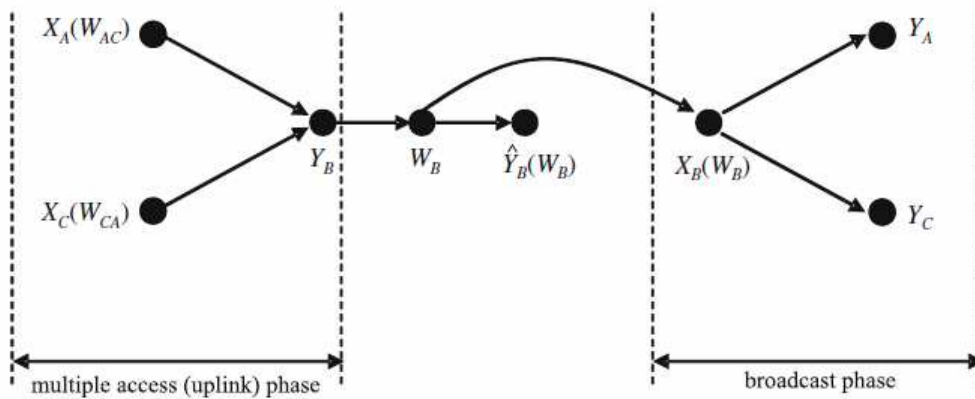
3.4.3 Αναμετάδοση με συμπίεση και προώθηση - Compress-and-Forward (CF)

Μια ενδιαφέρουσα παραλλαγή των συστημάτων DNF χρησιμοποιεί το πλαίσιο της κβαντοποίησης / της συμπίεσης για να καθορίσει τις διαδικασίες που διενεργούνται από τον αναμεταδότη στον κόμβο B και καλείται αναμετάδοση με συμπίεση και προώθηση (CF) στο [15]. Το σχήμα 3.8 παρουσιάζει τις εξαρτήσεις των δεδομένων στο σύστημα CF.

Μετά από την παρατήρηση του y_B , το B μπορεί να λάβει την κβαντοποιημένη έκδοσή του \hat{y}_B καθώς επίσης και το μήνυμα του W_B , που αποτελείται από $n_B R_B$ bits, το οποίο συνδέεται μεμονωμένα με το \hat{y}_B . Εξετάζουμε την αποκωδικοποίηση στο C. Ο αναμεταδότης εκπέμπει το $x_B(W_B)$ και το C λαμβάνει το y_C . Από τη γνώση του x_C που στέλνεται στη φάση του MA, το C μπορεί να δημιουργήσει το καθορισμένο W^{MA} που ορίζεται ως

$$W^{MA} = \left\{ W_B \left| \left(x_C, \hat{y}_B(W_B) \right) \text{είναι από κοινού τυπικό} \right. \right\}. \quad (3.31)$$

Για τον επίσημο καθορισμό της από κοινού τυπικότητας, βλέπετε στο [17]. Ανεπίσημα, μπορούμε να πούμε ότι από τη γνώση του x_C , ο κόμβος C μπορεί να δημιουργήσει το σύνολο των υποψήφιων μηνυμάτων του W_B που αντιστοιχούν σ' ένα σύνολο των κβαντοποιημένων διανυσμάτων $\{\hat{y}_B\}$, έτσι ώστε το παρατηρούμενο σήμα του y_B είναι πιθανό να είναι «στενό» σ' ένα από τα διανύσματα σε αυτό το σύνολο $\{\hat{y}_B\}$.



Σχήμα 3.8: Η εννοιολογική περιγραφή του συστήματος της αναμετάδοσης με συμπίεση και προώθηση (CF).

Έπειτα, μετά από την παρατήρηση του y_C , το C δημιουργεί το καθορισμένο W^{BC} που ορίζεται ως

$$W^{BC} = \left\{ W_B \left| \left(x_B(W_B), y_C \right) \text{είναι από κοινού τυπικό} \right. \right\}, \quad (3.32)$$

το οποίο είναι το σύνολο των υποψήφιων μηνυμάτων που είναι πιθανό να σταλούν από το B στη φάση της ευρυεκπομπής. Σε μια πιο συμβατική προσέγγιση, κάποιος θα επέλεγε τον ρυθμό της εκπομπής του R_B έτσι ώστε το W_B να είναι αποκωδικοεύσιμο στο C μόνο από την παρατήρηση του y_B . Σε αυτή την υπόθεση το W^{BC} πρέπει να περιέχει το μοναδικό μήνυμα του W_B .

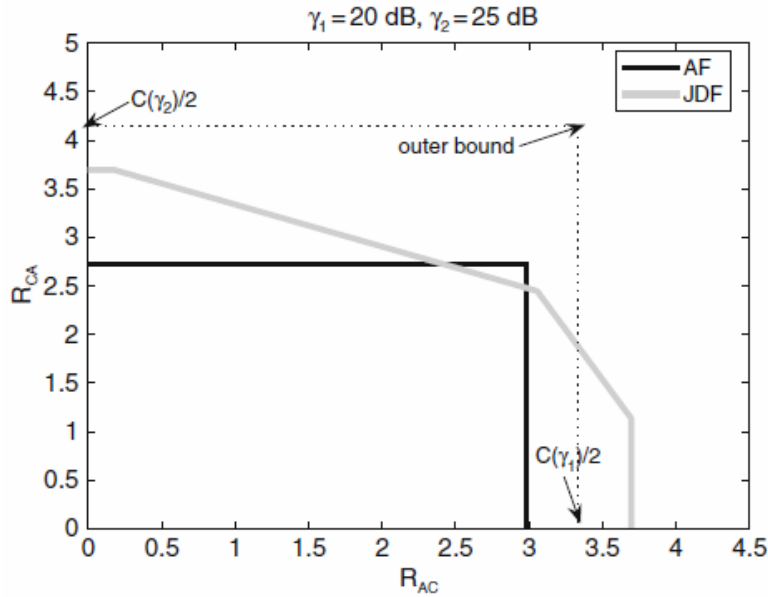
Το τέχνασμα που χρησιμοποιείται εδώ είναι ότι το W_B το οποίο δεν πρέπει να είναι αποκωδικοποιήσιμο παρά μόνο από το y_C . Αντ' αυτού, το W_B μπορεί να βρεθεί ως μοναδικό μήνυμα που βρίσκεται στη τομή $W^{MA} \cap W^{BC}$. Έχοντας βρει το W_B , το C μπορεί να βρει το μοναδικό μήνυμα W_{AC} .

Ένα σημαντικό στοιχείο του συστήματος CF είναι η κβαντοποίηση που εκτελείται στο B. Για τα Γκαουσιανά κανάλια, η παράμετρος της κβαντοποίησης στο [15] καθορίζεται χρησιμοποιώντας την Γκαουσιανή δοκιμή του καναλιού και τους επιτεύξιμους ρυθμούς των περιοχών που λαμβάνονται από την αριθμητική βελτιστοποίηση των παραμέτρων της δοκιμής του καναλιού.

3.4.4 Η αριθμητική εικονογράφηση και οι παραλλαγές

Σε αυτή την ενότητα επεξηγούμε τους επιτεύξιμους ρυθμούς των περιοχών για τα συστήματα που δεν απαιτούν αποκωδικοποίηση από τον αναμεταδότη. Το σχήμα 3.9 συγκρίνει τον επιτεύξιμο ρυθμό της περιοχής για το σύστημα AF με τον επιτεύξιμο ρυθμό της περιοχής του συστήματος των δυο βημάτων JDF (όπου ο αναμεταδότης αποκωδικοποιεί). Το σημείο από το εξωτερικό όριο παρίσταται επίσης ως αναφορά. Είναι ενδιαφέρον να δείτε ότι, για τις επιλεγμένες τιμές γ_1 και γ_2 , η επιτεύξιμη περιοχή για το AF περιέχει τα σημεία που δεν είναι επιτεύξιμα με την αποκωδικοποίηση στον αναμεταδότη. Από τα αποτελέσματα στο [15] μπορεί να δει κανείς ότι το σύστημα CF μπορεί να φέρει μια μεγαλύτερη περιοχή σε σύγκριση με το AF, αλλά όχι για όλες τις διαμορφώσεις γ_1, γ_2 .

Στη συζήτηση των συστημάτων χωρίς αποκωδικοποίηση στον αναμεταδότη, έχουμε εστιάσει στα συστήματα των δυο βημάτων στα οποία η φάση της ανερχόμενης ζεύξης αποτελείται από εκπομπές πέρα από την πολλαπλή πρόσβαση του καναλιού. Στα συστήματα των τριών βημάτων, τα οποία στηρίζονται στην άμεση σύνδεση μεταξύ του A και του C, μπορούν επίσης να χρησιμοποιήσουν την αναμετάδοση που δεν απαιτείται αποκωδικοποίηση στον αναμεταδότη. Παραδείγματος χάριν, εξετάστε τον πιθανό τρόπο να χρησιμοποιηθούν τα AF στο σύστημα των τριών βημάτων.



Σχήμα 3.9: Η σύγκριση του επιτεύξιμου ρυθμού των περιοχών για τα συστήματα των δυο βημάτων της Amplify-and-Forward (AF) και της Joint-Decode-and-Forward (JDF). Το σημείο από το εξωτερικό όριο είναι επίσης σχεδιασμένο. Οι παράμετροι είναι $\gamma_1 = 20 \text{ dB}$ και $\gamma_2 = 25 \text{ dB}$.

Μπορούμε να περιορίσουμε $n_A = n_C = n_B$. Το B αθροίζει τα λαμβανόμενα σύμβολα n_A από το πρώτο βήμα με τα σύμβολα n_C από το δεύτερο βήμα και ενισχύει το άθροισμα με την τήρηση του περιορισμού της εκπεμπόμενης ισχύος. Έπειτα το C αποκωδικοποιεί (a) το συνδυασμό των συμβόλων n_A από το βήμα 1 με τα σύμβολα n_B από το βήμα 3 και (b) χρησιμοποιώντας τη γνώση του σήματος που έχει στείλει στο βήμα 2. Μια άλλη γενίκευση των συστημάτων που περιγράφονται εδώ είναι η μεικτή προώθηση στο [15], όπου ο αναμεταδότης αποκωδικοποιεί τα δεδομένα σε μια κατεύθυνση (π.χ., από το A στο C), ενώ χρησιμοποιεί τη συμπίεση στην άλλη κατεύθυνση (C στο A).

3.5 Η επίτευξη των αμφίδρομων ρυθμών με τους σύνθετους κώδικες

Χρησιμοποιώντας τα επιχειρήματα της τυχαίας κωδικοποίησης, έχει κανείς δει ότι είναι δύσκολο, αν είναι δυνατόν καθόλου, να επιτευχθεί το μέγιστο άθροισμα των αμφίδρομων ρυθμών, δηλαδή το εξωτερικό όριο του σημείου από το σχήμα 3.9. Σε αυτή την ενότητα συζητάμε τη χρήση των σύνθετων κωδίκων στα συστήματα DNF, από τα οποία το B μπορεί να πάρει τις αξιόπιστες αποφάσεις για το συνδυασμό των κωδικολέξεων που στέλνονται από το A και το C χωρίς πραγματικά να αποκωδικοποιήσει τα μηνύματα W_{AC} , W_{CA} . Συζητάμε αρχικά την περίπτωση του διακριτού καναλιού, όπου οι σύνθετοι κώδικες είναι κώδικες ελέγχου ισοτιμίας. Για την Γκαουσιανή περίπτωση, οι σύνθετοι κώδικες είναι βασισμένοι στα δικτυωτά πλέγματα.

3.5.1 Οι κώδικες ελέγχου ισοτιμίας για τα δυαδικά συμμετρικά κανάλια

Σε αυτή την ενότητα η είσοδος / η έξοδος των μεταβλητών X_i , Y_j και τα αντίστοιχα διανύσματα x_i , y_j είναι δυαδικά. Η έξοδος της πολλαπλής πρόσβασης του καναλιού από τον αναμεταδότη στον κόμβο B ορίζεται ως

$$Y_B = X_A \oplus X_C \oplus Z_B. \quad (3.33)$$

Στη φάση της ευρυεκπομπής, οι έξοδοι στο A και στο C δίνονται ως εξής:

$$Y_A = X_B \oplus Z_A, \quad (3.34)$$

$$Y_C = X_B \oplus Z_C. \quad (3.35)$$

Οι μεταβλητές του θορύβου $z_i, i \in \{A, B, C\}$ έχουν τη κατανομή Bernoulli, με την πιθανότητα λάθους $P(Z_i = 1) = p$. Εάν το B γνωρίζει το X_C εκ των προτέρων, μετά η χωρητικότητα του καναλιού από το A στο B είναι

$$C_{AB|C} = 1 - H(p) = C_{CB|A}, \quad (3.36)$$

όπου ανάλογα $C_{CB|A}$ είναι η χωρητικότητα από το C στο B, εάν το B γνωρίζει το X_A εκ των προτέρων. Έστω οι κόμβοι της πηγής και επιλέγουμε τους ρυθμούς της εκπομπής ως

$$R_A = R_C = 1 - H(p). \quad (3.37)$$

Χρησιμοποιούμε τώρα το θεώρημα της κωδικοποίησης για το δυαδικό συμμετρικό κανάλι (BSC) για τους κώδικες ελέγχου ισοτιμίας, βλέπετε [19, ενότητα 6.2]. Αυτό το θεώρημα δηλώνει ότι η χωρητικότητα του καναλιού του δυαδικού συμμετρικού καναλιού μπορεί να προσεγγιστεί αυθαίρετα χρησιμοποιώντας το αποκαλούμενο υποσύνολο των κωδικών. Ένα υποσύνολο του κώδικα (n, k) ορίζεται ως ένας κώδικας με 2^k κωδικολέξεις του μήκους της ομάδας δεδομένων $n > k$ και κάθε μήνυμα έχει k bits. Κάθε μήνυμα αντιπροσωπεύεται από $1 \times k$ διάνυσμα w και η αντιστοιχία της κωδικολέξης $x \in \{0, 1\}^{[1 \times n]}$ λαμβάνεται ως

$$x = wG \oplus c, \quad (3.38)$$

όπου το G είναι μια δυαδική μήτρα $k \times n$ και το c είναι $1 \times n$ δυαδικό διάνυσμα. Το θεώρημα δηλώνει ότι ένας κώδικας που κατασκευάζεται με την τυχαία επιλογή των καταχωρήσεων bit στο G και το c μπορεί να επιτύχει την χωρητικότητα της BSC.

Ας υποθέσουμε ότι, για μια δεδομένη κωδικολέξη μήκους n , επιλέγονται οι ρυθμοί

$$R_A = R_C = \frac{k}{n} < 1 - H(p) \quad (3.39)$$

και το G και το c επιλέγονται σύμφωνα με τη συζήτηση παραπάνω και είναι γνωστά σε όλους τους κόμβους. Όταν τα μηνύματα w_A και w_C εκπέμπονται, το A και το C επιλέγουν τις κωδικολέξεις τους, αντίστοιχα, ως εξής:

$$x_A = w_A G \oplus c, \quad x_C = w_C G. \quad (3.40)$$

Το λαμβανόμενο διάνυσμα στο B είναι

$$y_B = x_A \oplus x_C \oplus z_B = (w_A \oplus w_C)G \oplus c. \quad (3.41)$$

Εννοιολογικά, το B μπορεί να μεταχειριστεί το λαμβανόμενο διάνυσμα ως μια έξοδο ενός BSC, πέρα από το οποίο ένας *ιδεατός* πομπός στέλνει το μήνυμα $w' = w_A \oplus w_C$ χρησιμοποιώντας το ίδιο υποσύνολο του κώδικα όπως χρησιμοποιείται από το A. Έπειτα, το B προσπαθεί να αποκωδικοποιήσει αξιόπιστα το μήνυμα w' , παρά τα μεμονωμένα μηνύματα w_A και w_C . Το w' είναι ένα μήνυμα των k bits που, από την υπόθεση, μπορεί να αποκωδικοποιηθεί αξιόπιστα πάνω από το BSC. Στη φάση της ευρυεκπομπής, το B στέλνει την κωδικολέξη $x' = w'G \oplus c$, η οποία μπορεί να αποκωδικοποιηθεί αξιόπιστα και από το A και από το C.

Μπορούμε να καταλήξουμε στο συμπέρασμα ότι όταν το αμφίδρομο σύστημα της αναμετάδοσης των χαρακτηριστικών στα δυαδικά συμμετρικά κανάλια, ο ρυθμός του ζευγαριού $(R_{AC}, R_{CA}) = (1 - H(p), 1 - H(p))$ από το εξωτερικό όριο του σημείου είναι επιτεύξιμος.

3.5.2 Το Γκαουσιανό κανάλι

Προς το παρόν δεν έχουμε μια αυστηρή απόδειξη ότι το εξωτερικό όριο του σημείου είναι επιτεύξιμο στα Γκαουσιανά κανάλια και η συζήτηση σε αυτή την ενότητα πρέπει να ληφθεί ως μια πιθανή μελλοντική πορεία προς την απόδειξη όπως είναι η δυνατότητα της επίτευξης. Σημειώστε ότι αρκετές εργασίες στο [10] έχουν εξετάσει τη χρήση των κωδικών του δικτυωτού πλέγματος για την αμφίδρομη αναμετάδοση στα Γκαουσιανά κανάλια, αλλά δεν υπάρχει καμία γνωστή τεχνική που επιτυγχάνει βεβαίως στο εξωτερικό όριο του σημείου.

Προκειμένου να απλοποιηθεί η συζήτηση, σε αυτή την ενότητα υποθέτουμε ότι τα ασύρματα κανάλια είναι *πραγματικά* Γκαουσιανά κανάλια, έτσι ώστε τα λαμβανόμενα σήματα είναι

$$Y_B = X_A + X_C + Z_B, \quad (3.42)$$

$$Y_A = X_B + Z_A, \quad (3.43)$$

$$Y_C = X_B + Z_C, \quad (3.44)$$

όπου για το πομπό η μέση ισχύς είναι $E[X_i^2 \leq 1]$ και η ισχύς θορύβου είναι $E[Z_i^2] = \sigma^2$. Κάνουμε κακή χρήση ελαφρώς τον συμβολισμό που χρησιμοποιείται μέχρι τώρα από τον ορισμό

$$C(\gamma_1) = \frac{1}{2} \log_2(1 + \gamma_1) \quad (3.45)$$

για να αντιστοιχεί στην χωρητικότητα ενός πραγματικού Γκαουσιανού καναλιού με SNR γ_1 . Υποθέτουμε ότι οι ρυθμοί της εκπομπής του A και του C επιλέγονται:

$$R_A = R(C) = C\left(\frac{1}{\sigma^2}\right). \quad (3.46)$$

Ένα δικτυωτό πλέγμα Λ είναι διακριτή υποομάδα του Ευκλείδειου χώρου \square^n με το κοινό διάνυσμα εκτός από την συνάρτηση. Εάν $\lambda_1, \lambda_2 \in \Lambda$, έπειτα $(\lambda_1 - \lambda_2) \in \Lambda$ και $(\lambda_1 + \lambda_2) \in \Lambda$. Τα δικτυωτά πλέγματα εισάγουν την αλγεβρική δομή για τις κωδικολέξεις στο συνεχές κανάλι. Για την λεπτομερή συζήτηση σχετικά με τα δικτυωτά πλέγματα και τη χρήση τους στην επίτευξη της χωρητικότητας του Γκαουσιανού καναλιού, ο αναγνώστης κατευθύνεται στο [20] και οι αναφορές είναι εκεί μέσα.

Για τη συζήτησή μας, χρησιμοποιούμε $n = n_A = n_B$, έτσι ώστε οι εκπεμπόμενες κωδικολέξεις να ανήκουν στο \square^n . Χρησιμοποιούμε την κατασκευή A για να παράγουμε το δικτυωτό πλέγμα, όπως περιγράφεται στο [20]. Αυτά είναι τα βήματα για να παράγουν τα δικτυωτά πλέγματα για το A και το C:

1. Επιλέξτε έναν πρωταρχικό αριθμό p , έτσι ώστε ο ρυθμός R και ο αριθμός των χρήσεων του καναλιού n να πληρούν.

$$p = 2^{nR}. \quad (3.47)$$

2. Σχεδιάστε ένα παραγωγικό διάνυσμα $g = (g_1, g_2, \dots, g_n)$, όπου το g_i είναι ένας ακέραιος αριθμός που επιλέγεται ομοιόμορφα από το σύνολο $\{0, 1, 2, \dots, p-1\}$.

3. Καθορίστε το διακριτό κωδικοβιβλίο

$$C = \{c \in \mathbb{Z}_p^n : c = (g \cdot q) \text{ ως προς } p \quad q = 0, 1, \dots, p-1\}. \quad (3.48)$$

4. Ο κόμβος A επιλέγει ένα τυχαίο διάνυσμα $u_A = \{u_{A1}, u_{A2}, \dots, u_{An}\}$, όπου το κάθε u_{Ai} παράγεται ανεξάρτητα ως πραγματικός αριθμός που κατανέμεται ομοιόμορφα στο $[0, p)$. Οι κωδικολέξεις που εκπέμπονται από το A λαμβάνονται ως εξής: Για κάθε $c \in C$, η αντίστοιχη κωδικολέξη $x_A(c)$ λαμβάνεται ως

$$x_A(c) = \beta(p^{-1} \lceil c + u_A \rceil_p - 0.5), \quad (3.49)$$

όπου ο συμβολισμός $\lceil v \rceil_p$ δείχνει την ανασυνιστώσα συνάρτηση ως προς μέτρο p:

$$\lceil v \rceil_p = \begin{cases} v & \text{εάν } v < p \\ v-p & \text{αλλιώς} \end{cases} \quad (3.50)$$

και ο συντελεστής β είναι ένας συντελεστής κανονικοποίησης που εξασφαλίζει ότι η μέση ισχύς των εκπεμπόμενων κωδικολέξεων είναι το P. Χρησιμοποιώντας το κρυπτολήμμα στο [21] (ή δείτε το λήμμα 1 στο [20]), κάποιος μπορεί να δείξει ότι η συνιστώσα *ith* κάθε διανύσματος είναι ένας ομοιόμορφα κατανεμημένος πραγματικός αριθμός στο διάστημα $\left[-\frac{\beta}{2}, \frac{\beta}{2}\right)$. Ως

εκ τούτου, σε αυτήν την περίπτωση το β πρέπει να επιλεγεί για να είναι το $\frac{\beta^2}{12} = P$ προκειμένου να ταιριάζει με τον περιορισμό της ισχύος.

5. Ο κόμβος C χρησιμοποιεί την ίδια διαδικασία όπως το A, εκτός από το ότι παράγει ένα ανεξάρτητο διάνυσμα u_C .

Ας εξετάσουμε τις ιδιότητες του αθροίσματος τέτοιων παραγόμενων κωδικολέξεων. Κάθε ζευγάρι των κωδικολέξεων (x_A, x_C) μπορεί να συνδεθεί

μεμονωμένα με το ζευγάρι (q_A, q_C) όπου $q_A, q_C \in \{0, 1, \dots, p-1\}$ είναι οι ακέραιοι αριθμοί που χρησιμοποιούνται για να παράγουν τον ανταποκριτή (c_A, c_C) στο (3.48), έτσι ώστε να μπορούμε να χρησιμοποιήσουμε τον συμβολισμό $(x_A(q_A), x_C(q_C))$ ή απλά (q_A, q_C) για να δείξουν ένα ζευγάρι των κωδικολέξεων. Το άθροισμα του ζευγαριού της κωδικολέξης (q_A, q_C) είναι

$$\begin{aligned} s_i(q_A, q_C) &= \beta \left(p^{-1} \left[[g_i q_A]_p + u_{Ai} \right]_p^{-0.5} + p^{-1} \left[[g_i q_C]_p + u_{Ci} \right]_p^{-0.5} \right) \\ &\stackrel{(a)}{=} \beta p^{-1} \left(\left([g_i q_A + u_{Ai}]_p + [g_i q_C + u_{Ci}]_p \right) - p \right), \end{aligned} \quad (3.51)$$

όπου (α) προκύπτει ότι από την επιμεριστική ιδιότητα της ως προς μέτρο συνάρτησης. Το σημαντικό στοιχείο του $s_i(q_A, q_C)$ είναι

$$\tau_i(q_A, q_C) = [g_i q_A + u_{Ai}]_p + [g_i q_C + u_{Ci}]_p, \quad (3.52)$$

το οποίο μπορεί να αναπαρασταθεί ως εξής:

$$\tau_i(q_A, q_C) = [g_i [q_A + q_C]_p + u_{Ai} + u_{Ci}]_p + \delta_i p \quad (3.53)$$

$$= t_i + \delta_i p, \quad (3.54)$$

όπου

$$\delta_i = \begin{cases} 0 & \text{εάν } \tau_i(q_A, q_C) < p \\ 1 & \text{αλλιώς} \end{cases}. \quad (3.55)$$

Από την άλλη πλευρά, χρησιμοποιώντας το κρυπτολήμμα, κάποιος μπορεί να συμπεράνει ότι το t_i είναι ένας πραγματικός αριθμός που είναι ομοιόμορφα κατανομημένος στο $[0, p)$. Ως εκ τούτου, η συνιστώσα ith του αθροίσματος του ζευγαριού των κωδικολέξεων (q_A, q_C) μπορεί να αντιπροσωπευθεί από

$$s_i(q_A, q_C) = \beta p^{-1} (t_i + \delta_i p - p) = \beta (p^{-1} t_i + \delta_i - 1) = \beta (p^{-1} t_i - 0.5 + \delta_i - 0.5), \quad (3.56)$$

όπου $p^{-1}t_i - 0.5$ είναι μια τυχαία μεταβλητή που είναι ομοιόμορφα κατανομημένη στο $[-0.5, 0.5)$ και $\delta_i - 0.5$ είναι μια δυαδική τυχαία μεταβλητή που μπορεί να έχει μια τιμή είτε -0.5 είτε 0.5 . Η κατανομή του δ_i εξαρτάται από το t_i και μπορεί να καθοριστεί με την παρατήρηση ότι η κατανομή του $p^{-1}t_i + \delta_i - 1$ είναι ίση με τη κατανομή που λαμβάνεται από ένα άθροισμα δύο τυχαίων αριθμών ομοιόμορφα κατανομημένων στο $[-0.5, 0.5]$, το οποίο προϋποθέτει

$$P(\delta_i = 0 | t_i) = \frac{t_i}{p}, \quad P(\delta_i = 1 | t_i) = 1 - \frac{t_i}{p}. \quad (3.57)$$

Στη συνέχεια θα χρειαστούμε τον ακόλουθο ορισμό.

Ορισμός 3.1. Το ζευγάρι της κωδικολέξης $(x_A, (q_A), x_C, (q_C))$ ανήκει στην κατηγορία m εάν

$$\left[q_A + q_C \right]_p = (q_A + q_C) \text{ ως προς } p = m. \quad (3.58)$$

Υπάρχουν διαφορετικές κατηγορίες p , κάθε μια από αυτές που περιέχει τα ζευγάρια της κωδικολέξης p . Εάν τα δύο ζευγάρια της κωδικολέξης (q_{A1}, q_{C1}) και (q_{A2}, q_{C2}) ανήκουν στην ίδια κατηγορία, τότε κάποιος μπορεί εύκολα να αποδείξει ότι για κάθε συνιστώσα i

$$t_i(q_{A1}, q_{C1}) = t_i(q_{A2}, q_{C2}), \quad (3.59)$$

έτσι ώστε το $s_i(q_{A1}, q_{C1})$ και το $s_i(q_{A2}, q_{C2})$ είναι είτε ίσα είτε η διαφορά τους είναι ακριβώς $\frac{\beta}{2}$.

Ο αναμεταδότης B λαμβάνει

$$y_B = s(q_A, q_C) + z_B. \quad (3.60)$$

Εάν από το y_B το B μπορεί να καθορίσει σε ποια από τις $p = 2^{nR}$ κατηγορίες των κωδικολέξεων (q_A, q_C) ανήκουν, τότε στην φάση της ευρυεκπομπής το B μπορεί να χρησιμοποιήσει τα «συμβατικά» τυχαία κωδικοβιβλία για να στείλει τα nR bits που περιγράφουν την κατηγορία του ζευγαριού των παρατηρούμενων κωδικολέξεων. Εάν το A γνωρίζει την κατηγορία, τότε μπορεί μεμονωμένα να καθορίσει το q_C και με αυτόν τον τρόπο το W_{AC} . Το ίδιο πράγμα ισχύει για το C και σε τέτοια περίπτωση θα είχαμε επιτύχει το σημείο του εξωτερικού ορίου.

Εισάγοντας αυτό το πλαίσιο, μπορούμε να σκεφτούμε ότι η επικοινωνία από το A, C στο B γίνεται μεταξύ ενός ιδεατού πομπού V και B. Ο ιδεατός πομπός παράγει p κωδικολέξεις $\{x_V\}$ όπου η συνιστώσα i th κάθε κωδικολέξης είναι ομοιόμορφα και ανεξάρτητα κατανομημένη στο $\left(-\frac{\beta}{2}, \frac{\beta}{2}\right)$. Πριν από την εκπομπή του σήματος στο B, το V παράγει το *δυναμικό αυτοθόρυβο* σε κάθε συνιστώσα $\{x_V\}$: για την συνιστώσα i th, το V εξετάζει το x_{Vi} και χρησιμοποιεί την κατάλληλη κατανομή για δ_i , βλέπετε στην (11.56), για να αποφασίσει εάν πρέπει να προσθέσει ή να αφαιρέσει το $\frac{\beta}{2}$.

Σε περίπτωση απουσίας του δυναμικού αυτοθόρυβου, οι κωδικολέξεις $\{x_V\}$ μπορούν να αποκωδικοποιηθούν αξιόπιστα στο B, το οποίο προκύπτει από τον τρόπο με τον οποίο το κωδικοβιβλίο παράγεται και από το θεώρημα της κωδικοποίησης του θορυβώδους καναλιού για τα Γκαουσσσιανά κανάλια. Υποθέτουμε ότι υπάρχουν κωδικοβιβλία $\{x_V\}$ έτσι ώστε το B να μπορεί αξιόπιστα να αποκωδικοποιήσει το x_V ακόμη και στην παρουσία του δυναμικού αυτοθόρυβου, αλλά η αυστηρή απόδειξη για αυτήν την διεκδίκηση δεν είναι διαθέσιμη σε αυτόν τον χρόνο και αποτελεί ένα αντικείμενο της τρέχουσας εργασίας.

3.6 Η σηματοδοσία των “αστερισμών” για τα πεπερασμένα μήκη των πακέτων

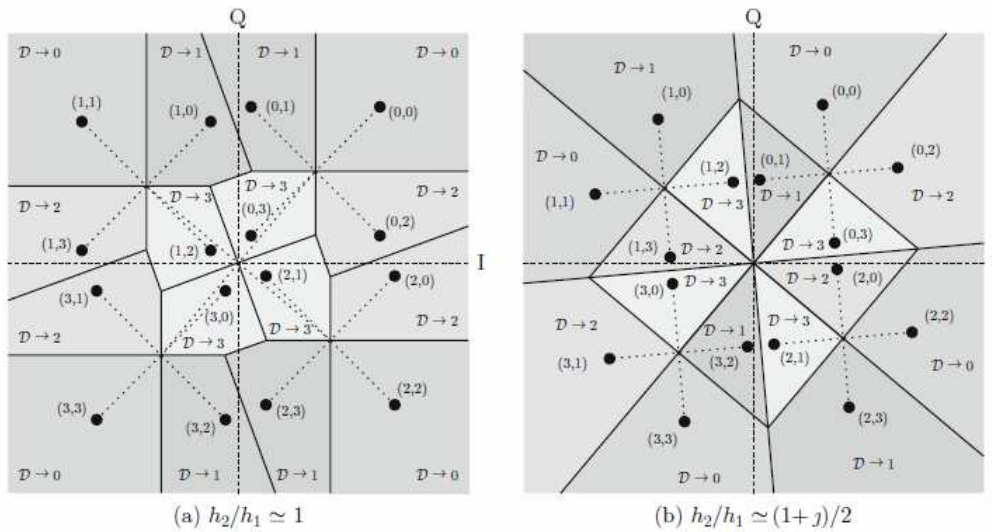
Η συζήτηση έως τώρα έχει ως επί το πλείστον επικεντρωθεί στην πληροφορία των θεωρητικών πτυχών της αμφίδρομης αναμετάδοσης, η οποία υπέθεσε αυθαίρετα μεγάλες κωδικολέξεις / πακέτα και την πιθανότητα λάθους που είναι ασυμπτωτικά μηδέν. Σε αυτή την ενότητα, εστιάζουμε στις πρακτικές πτυχές της αμφίδρομης αναμετάδοσης εξετάζοντας το πεπερασμένο μήκος των πακέτων και των πεπερασμένων “αστερισμών”. Περιοριζόμαστε στην πιο ενδιαφέρουσα περίπτωση, δηλαδή στα συστήματα των δυο βημάτων DNF που δεν απαιτούν αποκωδικοποίηση στον αναμεταδότη. Τα συστήματα χρησιμοποιούν την απομάκρυνση του θορύβου ανά σύμβολο, παρά την ανά κωδικολέξη το καθένα, και μας αφορούν στα ακόλουθα ερωτήματα: Πώς θα έπρεπε η αναμετάδοση στον κόμβο B να παράγει ένα σήμα της απομάκρυνσης του θορύβου για τη φάση της ευρυεκπομπής παρατηρώντας το λαμβανόμενο σήμα στην φάση της ανερχόμενης ζεύξης; Πόσα σημεία “αστερισμού” απαιτούνται για να εκπέμψουν αξιόπιστα δύο διακριτά μηνύματα που έχουν ως προορισμό τους κόμβους A και C; Εξετάζοντας την περίπτωση στην οποία και τα δύο τερματικά χρησιμοποιούν τους “αστερισμούς” της QPSK στην φάση της ανερχόμενης ζεύξης, παρουσιάζουμε ένα παράδειγμα των στρατηγικών της σηματοδοσίας για την αξιόπιστη αμφίδρομη αναμετάδοση. Οι επόμενες συζητήσεις μας λένε δύο ενδιαφέροντα αποτελέσματα: (1) πρέπει να χρησιμοποιήσουμε τους κανόνες της κωδικοποίησης του πολλαπλού δικτύου που προσαρμοστικά βελτιστοποιείται σύμφωνα με τις πληροφορίες της κατάστασης του καναλιού στον αναμεταδότη B και (2) κάποιιοι ειδικοί όροι του καναλιού απαιτούν τη χρήση μη συμβατικών πενταδικών “αστερισμών” του σήματος, από την QPSK.

3.6.1 Η απομάκρυνση του θορύβου με XOR

Όταν το A,C χρησιμοποιεί τη διαμόρφωση QPSK, το συνδυασμένο σήμα $h_1 X_A + h_2 X_C$ μπορεί να έχει μέχρι 16 πιθανές τιμές, ανάλογα με τους συντελεστές του καναλιού h_1, h_2 . Όπως έχει σημειωθεί στην ενότητα 3.4.2, ο αναμεταδότης πρέπει να συμπιέσει το παρατηρούμενο σήμα Y_B πριν το εκπέμψει στη φάση της ευρυεκπομπής. Έστω ότι το $M(\cdot)$ είναι ο θεματικός

χαρτογράφος του σήματος της QPSK, το 2-bit των ψηφιακών δεδομένων της ML εκτιμά ότι το \hat{X}_i μπορεί να γραφτεί ως $\hat{w}_i = M^{-1}(\hat{X}_i) \in \{0,1,2,3\}$. Στο σύστημα DNF που χρησιμοποιεί την XOR που βασίζεται στην κωδικοποίηση του δικτύου, ο αναμεταδότης B δημιουργεί το σήμα της QPSK για τη φάση της ευρεκπομπής με τον ακόλουθο τρόπο. Απεικονίζει το λαμβανόμενο σήμα μέσα στην περιοχή της ML για (\hat{w}_A, \hat{w}_C) στον αστερισμό QPSK ως $X_B = M(w_B)$ όπου $w_B = D(\hat{w}_A, \hat{w}_C) = \hat{w}_A \oplus \hat{w}_C$. Ο θεματικός χαρτογράφος $D(\cdot)$ υποδηλώνει την ψηφιακή συνάρτηση της απομάκρυνσης του θορύβου. Δεδομένου ότι ένας τερματικός κόμβος γνωρίζει τις πληροφορίες του, μπορεί να ανιχνεύσει τα επιθυμητά δεδομένα από το σήμα της απομάκρυνσης του θορύβου. Η XOR λειτουργεί πολύ καλά για μερικές προϋποθέσεις του καναλιού, π.χ., $\varphi \ll \theta$ όπου ορίζουμε

$$h_2/h_1 = \rho \exp(j\varphi). \quad (3.61)$$



Σχήμα 3.10: Τα παραδείγματα του λαμβανόμενου σήματος των “αστερισμών” στον αναμεταδότη B και στην απομάκρυνση του θορύβου με XOR (c [2008] IEEE. Ανατυπωμένο με την άδεια, IEEE η διάσκεψη της παγκόσμιας επικοινωνίας).

Το σχήμα 3.10 (a) παρουσιάζει ένα παράδειγμα του λαμβανόμενου σήματος του “αστερισμού” Y_B στην φάση της ανερχόμενης ζεύξης για $\rho \ll 1$ και $\Phi \ll 0$.

Τα τέσσερα σημεία του σήματος στο κέντρο μπορούν να είναι ανακριβή στην εκτίμηση ML επειδή η απόσταση μεταξύ των σημείων είναι μικρή. Αυτό παράγει την ανακριβή αναμετάδοση όταν υιοθετούμε το σύστημα JDF στον αναμεταδότη. Εν τω μεταξύ, όπως το σύστημα DNF απεικονίζει τα πιο στενά γειτονικά σημεία στο ίδιο σήμα της απομάκρυνσης του θορύβου, έτσι αυτό προσφέρει μια σημαντική βελτίωση στην απόδοση της επιτεύξιμης διεκπεραιωτικότητας.

3.6.2 Η προσαρμογή της απομάκρυνσης του θορύβου με τον πενταδικό αριθμό των στοιχείων του συνόλου

Η συνάρτηση της απομάκρυνσης του θορύβου $D(\cdot)$ πρέπει να αλλαχτεί προσαρμοστικά ως μια συνάρτηση των πληροφοριών της κατάστασης των καναλιών h_1 και h_2 επειδή η περιοχή ML εξαρτάται ιδιαίτερα από την συνθήκη του καναλιού. Η συνάρτηση της απομάκρυνσης του θορύβου με XOR $D(\hat{w}_A, \hat{w}_C) = \hat{w}_A \oplus \hat{w}_C$ δεν λειτουργεί καλά για ορισμένους ειδικούς όρους του καναλιού όπως διευκρινίζονται στο σχήμα 3.10 (b). Αυτό το σχήμα παρουσιάζει ένα παράδειγμα του λαμβανόμενου σήματος y_B για $\rho \ll 1/\sqrt{2}$ και $\Phi = \pi/4$. Όπου αυτό το σχήμα παρουσιάζει όλα τα πλησιέστερα γειτονικά σημεία που απεικονίζονται στα διαφορετικά σημεία της απομάκρυνσης του θορύβου. Πιο συγκεκριμένα, η απόσταση μεταξύ των σημείων ML $(\hat{w}_A, \hat{w}_C) = (0,1)$ και $(1,2)$ είναι πολύ μικρή, το οποίο οδηγεί σε μια ανακριβή απόδοση της αναμετάδοσης.

Είναι πολύ ενδιαφέρον να παρατηρηθεί ότι γι’ αυτήν την περίπτωση δεν υπάρχει μια συνάρτηση της απομάκρυνσης του θορύβου με τον τετραδικό αριθμό των στοιχείων του συνόλου που μπορεί να απεικονίσει όλους τους πλησιέστερους γείτονες στο ίδιο σημείο της απομάκρυνσης του θορύβου. Ο ελάχιστος επιτεύξιμος αριθμός των στοιχείων του συνόλου της συνάρτησης της απομάκρυνσης του θορύβου για να αποφύγει την μείωση της απόστασης που είναι το 5, το οποίο υπονοεί ότι πρέπει να χρησιμοποιήσουμε τη πενταδική

διαμόρφωση στη φάση της ευρυεκπομπής. Γι' αυτούς τους όρους του καναλιού, ο κανόνας της κωδικοποίησης δίνεται ως

$$D(\hat{w}_A, \hat{w}_C) = \begin{cases} 0 & \text{για } (\hat{W}_A, \hat{W}_C) \in \{(0,0), (1,1), (2,2), (3,3)\} \\ 1 & \text{για } (\hat{W}_A, \hat{W}_C) \in \{(0,3), (2,0), (3,1)\} \\ 2 & \text{για } (\hat{W}_A, \hat{W}_C) \in \{(0,1), (1,2), (2,3)\} \\ 3 & \text{για } (\hat{W}_A, \hat{W}_C) \in \{(3,2), (2,1), (1,0)\} \\ 4 & \text{για } (\hat{W}_A, \hat{W}_C) \in \{(1,3), (3,0), (0,2)\} \end{cases} \quad (3.62)$$

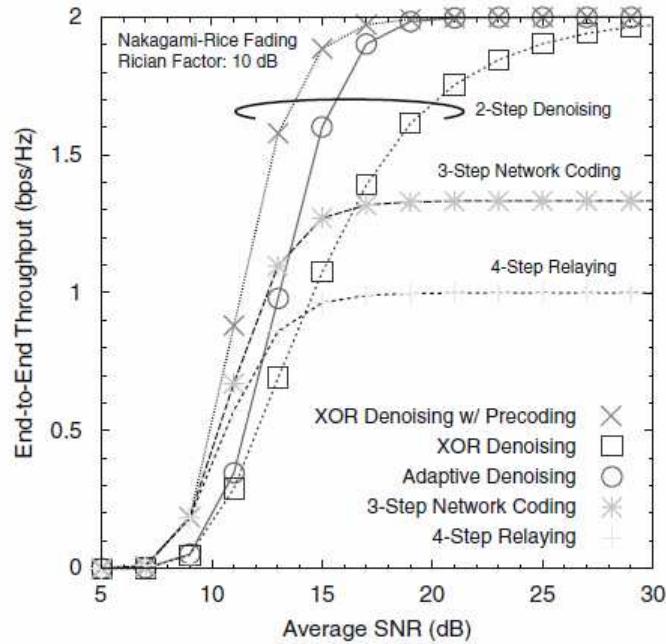
Η παραπάνω συνάρτηση της απομάκρυνση του θορύβου αποδίδει καλά για $h_2/h_1 \square (1+j)/2$ ή $(1-j)$. Για τους άλλους όρους του καναλιού, απαιτούμε τρεις ακόμη από τις πενταδικές συναρτήσεις της απομάκρυνση του θορύβου και μια ακόμη τετραδική συνάρτηση της απομάκρυνση του θορύβου για να αποφύγουμε όλη την πιθανή μείωση της απόστασης, συνολικά υπάρχουν έξι κανόνες κωδικοποίησης. Για την πενταδική απομάκρυνση του θορύβου, πρέπει να χρησιμοποιήσουμε κάποιο είδος της 5 - QAM σηματοδοσίας για την εκπομπή. Αν και εκθέτει μια μικρή απώλεια στις αποστάσεις του Ευκλείδη σε σύγκριση με τη διαμόρφωση QPSK, η προσαρμοστική χρήση των έξι συναρτήσεων της απομάκρυνση του θορύβου μπορεί να φέρει ένα ουσιαστικό όφελος, όπως τα αποτελέσματα παρουσιάζουν στην ακόλουθη ενότητα.

3.6.3 Η απόδοση του διατερματικού ρυθμού απόδοσης

Στο σχήμα 3.11, παρουσιάζουμε τις συγκρίσεις της απόδοσης στον διατερματικό ρυθμό απόδοσης ως συνάρτηση του μέσου SNR κάτω από την εξασθένηση των καναλιών της Nakagami-Rice για έναν παράγοντα Ricean των

10dB. Υποθέτουμε το $E\left[|h_1|^2\right] = E\left[|h_2|^2\right]$ για την απλότητα. Σε αυτό το σχήμα,

σχεδιάζουμε τις καμπύλες για το συμβατικό σύστημα των τεσσάρων βημάτων της αναμετάδοσης, το σύστημα των τριών βημάτων DF με την κωδικοποίηση του δικτύου με XOR, και το σύστημα των δυο βημάτων DNF με την απομάκρυνση του θορύβου με XOR και την προσαρμογή της απομάκρυνσης του θορύβου. Η άμεση σύνδεση μεταξύ του A και του C θεωρείται ότι έχει SNR που είναι μηδέν.



Σχήμα 3.11: Η απόδοση του διατερματικού ρυθμού απόδοσης ως μια συνάρτηση του μέσου SNR στην εξασθένηση των καναλιών της Nakagami-Rice για τον παράγοντα Rician των 10dB (c[2008] IEEE. Ανατυπωμένο με την άδεια, IEEE η διάσκεψη της παγκόσμιας επικοινωνίας).

Λόγω της χρονικής αποδοτικότητας, η κωδικοποίηση των τριών βημάτων του δικτύου είναι ανώτερη από το πρωτόκολλο των τεσσάρων βημάτων με μια βελτίωση 33%, όπως συζητήθηκε πριν. Το σύστημα των δυο βημάτων DNF βελτιώνει περαιτέρω τον ρυθμό απόδοσης κατά ένα μέγιστο 100%. Η απομάκρυνση του θορύβου με XOR μπορεί να προσφέρει μια άριστη απόδοση του ρυθμού απόδοσης εάν μπορούμε να χρησιμοποιήσουμε την τεχνική της προκωδικοποίησης για τον συγχρονισμό της φάσης που επιτυγχάνει $\varphi = 0$. Ωστόσο, φαίνεται τεχνικά ανέφικτο για να λάβει έναν ακριβή συγχρονισμό της φάσης μεταξύ των κατανεμημένων τερματικών. Χωρίς μια τέτοια προκωδικοποίηση, η απομάκρυνση του θορύβου με XOR πάσχει από μια σοβαρή υποβάθμιση της απόδοσης λόγω της μείωσης της απόστασης που εμφανίστηκε σε διάφορους όρους του καναλιού. Αυτή η υποβάθμιση μπορεί να αντισταθμιστεί σημαντικά χρησιμοποιώντας την προσαρμοστική κωδικοποίηση του δικτύου που επιτρέπει τη χρήση των πενταδικών διαμορφώσεων καθώς επίσης και μια των τετραδικών.

3.7 Συμπεράσματα

Το κοινό ασύρματο μέσο προωθεί συνεργατικούς (με την βοήθεια του αναμεταδότη) τρόπους επικοινωνίας μεταξύ των κοντινών κόμβων. Τα σχέδια της αμφίδρομης αναμετάδοσης ανυψώνουν τέτοιες συνεργατικές τεχνικές στο επόμενο επίπεδο, επηρεάζοντας τις πρόσφατες ιδέες της κωδικοποίησης του δικτύου. Έχουμε δείξει ότι ακόμη και το απλό σχέδιο των 3 κόμβων με την αμφίδρομη αναμετάδοση είναι ένα πρόσφορο έδαφος για την επινόηση των νέων στρατηγικών της επικοινωνίας. Για μια κατηγορία των τεχνικών της αμφίδρομης αναμετάδοσης, ο κόμβος της αναμετάδοσης αποκωδικοποιεί τα μηνύματα πριν τα εκπέμψει πίσω στα τερματικά. Για εκείνη την κατηγορία των τεχνικών, οι νέες ιδέες χαρακτηρίζονται ως μέθοδοι στην ευρυεκπομπή, δεδομένου ότι ο αναμεταδότης έχει μια μεγάλη ελευθερία στο συνδυασμό των δύο λαμβανόμενων μηνυμάτων. Έχουμε εκπονήσει επίσης τις τεχνικές που δεν απαιτούνται στην αποκωδικοποίηση του αναμεταδότη, όπου οι καινοτόμες τεχνικές συνδυάζουν διάφορες λειτουργίες στον αναμεταδότη: την ανίχνευση, την κβαντοποίηση, την απεικόνιση, και την επανακωδικοποίηση. Στην ρύθμιση της θεωρητικής πληροφορίας, αντί να χρησιμοποιούνται αποκλειστικά και μονό τυχαία κωδικοβιβλία, έχουμε δείξει ότι οι σύνθετοι κώδικες, όπως τα δικτυωτά πλέγματα, μπορούν να έχουν τη μεγάλη χρησιμότητα εάν δεν αποκωδικοποιούν αλλά μόνο απομακρύνουν τον θόρυβο στα λαμβανόμενα σήματα. Εκτός από την πληροφορία της θεωρητικής συζήτησης, έχουμε παράσχει τις εμβαθύνσεις στο σχέδιο της αμφίδρομης αναμετάδοσης των συστημάτων με τους “αστερισμούς” της πρακτικής διαμόρφωσης.

Οι τεχνικές για την κωδικοποιημένη αμφίδρομη αναμετάδοση αντιπροσωπεύουν ένα πρωταρχικό παράδειγμα της μεγάλης ελευθερίας όπου ένας ασύρματος σχεδιαστής του δικτύου έχει την επινόηση των νέων τρόπων της επικοινωνίας. Αυτό είναι ιδιαίτερα ορατό εάν τους συγκρίνουμε με τα σχέδια του πρωτοκόλλου που ευθυγραμμίζονται στην δομή του διαστρωματωμένου πρωτοκόλλου. Τα παρουσιασμένα συστήματα της επικοινωνίας παραβιάζουν κάπως τη διάταξη στην διαστρωμάτωση, δεδομένου ότι (α) οι ενδιάμεσοι κόμβοι (το στρώμα του δικτύου) δεν αποκωδικοποιούν τις πληροφορίες πριν τις μεταδώσουν περαιτέρω και (β) η υιοθετημένη προσέγγιση της κωδικοποίησης του δικτύου παρατηρεί περισσότερες από μια ροές ταυτόχρονα, ενώ η διαστρωματωμένη αρχιτεκτονική είναι μια ενιαία ροή που προσανατολίζεται. Οι προσεγγίσεις για την κωδικοποιημένη αμφίδρομη αναμετάδοση αφήνει σε μεγάλο βαθμό ανοικτούς χώρους για τη μελλοντική εργασία: τα σχέδια του κώδικα, την εκτίμηση του καναλιού, τον προγραμματισμό, τα πρωτόκολλα της επανεκπομπής, κλπ. Για να ονομάσει ένα γενικότερο θέμα παρά τα προφανή πλεονεκτήματα της απόδοσης στο απλό σχέδιο των τριών κόμβων δεν είναι απλό για να δει κανείς πώς οι τεχνικές χωρίς αποκωδικοποίηση στον αναμεταδότη μπορούν να κλιμακώσουν τα δίκτυα με πολλούς κόμβους.

Κεφάλαιο 4

Ελαχίστου κόστους αλγόριθμοι υπογραφήματος για τις στατικές και τις δυναμικές πολυεκπομπές με την κωδικοποίηση του δικτύου

4.1 Εισαγωγή

Η κωδικοποίηση του δικτύου, που εισάγεται από τον Ahlswede και τους λοιπούς στην πρωτοποριακή εργασία τους [1], έχει παράγει το σημαντικό ερευνητικό ενδιαφέρον τα τελευταία χρόνια, και στα πολυάριθμα επόμενα έγγραφα, π.χ., στο [2-6], που έχουν δημιουργήσει επάνω σε αυτήν την έννοια. Ένα από τα κύρια πλεονεκτήματα της κωδικοποίησης του δικτύου έναντι των παραδοσιακών δικτύων δρομολογείται στον τομέα της πολυεκπομπής, όπου οι κοινές πληροφορίες εκπέμπονται από έναν πηγαίο κόμβο σ' ένα σύνολο τερματικών κόμβων. Ο Ahlswede και οι λοιποί παρουσίασαν στο [1] ότι η κωδικοποίηση του δικτύου μπορεί να επιτευχθεί στον μέγιστο ρυθμό της πολυεκπομπής, ο οποίος δεν είναι επιτεύξιμος μόνο με την καθοδήγηση. Όταν η κωδικοποίηση χρησιμοποιείται για να εκτελέσει την πολυεκπομπή, το πρόβλημα της καθιέρωσης του ελάχιστου κόστους της σύνδεσης της πολυεκπομπής είναι ισοδύναμο με δύο αποτελεσματικά αποσυνδεδεμένα προβλήματα: το ένα από τον καθορισμό του υπογραφήματος που κωδικοποιεί και το άλλο από τον καθορισμό του κώδικα που χρησιμοποιεί πέρα από εκείνο το υπογράφημα. Το τελευταίο πρόβλημα έχει μελετηθεί εκτενώς στο [5, 7-9], και μια ποικιλία από μεθόδους έχουν προταθεί, οι οποίες περιλαμβάνουν την απασχόληση της απλής τυχαίας γραμμικής κωδικοποίησης σε κάθε κόμβο. Τέτοια τυχαία γραμμικά σχέδια κωδικοποίησης αποκεντρώνονται αποκλειστικά, μην απαιτώντας κανέναν συντονισμό μεταξύ των κόμβων, και μπορούν να λειτουργήσουν κάτω από τις δυναμικές συνθήκες [10]. Αυτά τα έγγραφα, όμως, όλοι υποθέτουν την ύπαρξη των αποκλειστικών πόρων του δικτύου.

Σε αυτό το κεφάλαιο, εστιάζουμε στο προηγούμενο πρόβλημα, το οποίο είναι να βρει το ελάχιστο κόστος του υπογραφήματος που επιτρέπει στη δεδομένη πολυεκπομπή της σύνδεσης για να καθιερωθεί (με την κατάλληλη κωδικοποίηση) πέρα από τα κωδικοποιημένα πακέτα των δικτύων. Αυτό το πρόβλημα έχει μελετηθεί στο [11,12]. Το ανάλογο πρόβλημα για το δρομολογημένο δίκτυο είναι το "δέντρικό" πρόβλημα' του Steiner, το οποίο

είναι γνωστό για να είναι πλήρες το NP [13,14]. Όταν η κωδικοποίηση επιτρέπεται, το πρόβλημα του ελάχιστου κόστους του υπογραφήματος μπορεί να διατυπωθεί ως το πρόβλημα του γραμμικού προγραμματισμού (LP), και σε αυτό το κεφάλαιο, εξετάζουμε τους αλγόριθμους για να το λύσουμε και για τις στατικές και για τις δυναμικές πολυεκπομπές.

Το ελάχιστο κόστος του υπογραφήματος για τις στατικές πολυεκπομπές

Με την στατική πολυεκπομπή, αναφερόμαστε στην περίπτωση όπου μια σύνδεση αποκαθιστάται για το χρήστη μιας ομάδας της πολυεκπομπής της οποίας τα μέλη μένουν σταθερά σε όλη τη διάρκεια της σύνδεσης. Η τοπολογία του δικτύου, αφ' ενός, δεν είναι απαραίτητως στατική. Ο Lun και οι λοιποί παρουσίασαν στο [12] ότι το πρόβλημα του ελάχιστου κόστους του υπογραφήματος μπορεί να λυθεί μ' έναν αποκεντρωμένο τρόπο χρησιμοποιώντας την μέθοδο της υποβάθμισης του διπλού προβλήματος. Από την βελτιστοποίηση και την κωδικοποίηση του υπογραφήματος μπορεί να διαφοροποιηθεί το πρόβλημα της πολυεκπομπής από την κωδικοποίηση του δικτύου, και οι δύο τους μπορούν να γίνουν μ' έναν αποκεντρωμένο τρόπο [10,12], και έχουμε ένα αποκλειστικά αποκεντρωμένο σύστημα για την κωδικοποιημένη πολυεκπομπή. Δεν υπάρχει κανένας συντονισμός μεταξύ των κόμβων, κάθε κόμβος γνωρίζει μόνο τις δαπάνες των εισερχόμενων και εξερχόμενων συνδέσεών του, και επικοινωνεί με τους γείτονές του. Στην ενότητα 4.3, δίνουμε μια επισκόπηση αυτής της μεθόδου της υποβάθμισης του διπλού προβλήματος, και μελετάμε την απόδοση σύγκλισής της και θεωρητικά και αριθμητικά.

Έχουν γίνει πολλές εργασίες σχετικά με την χρήση των μεθόδων της υποβάθμισης για να λυθεί με το διπλό πρόβλημα του Lagrangian η βελτιστοποίηση του περιορισμού της κύρτωσης. Η συμπεριφορά της σύγκλισης της μεθόδου της υποβάθμισης που χρησιμοποιείται στο διπλό πρόβλημα γίνεται κατανοητή καλά υπό το πλαίσιο διάφορων κανόνων για το μέγεθος του βήματος. Ωστόσο, στην πράξη, το κύριο ενδιαφέρον είναι στην επίλυση του πρωταρχικού προβλήματος, και στην ανάκτηση του, από τις διπλές επαναλήψεις, των εφικτών ή των σχεδόν εφικτών πρωταρχικών λύσεων που συγκλίνουν στη βέλτιστη λύση. Υπάρχουν ειδικές περιπτώσεις όπου οι πρωταρχικές λύσεις υπολογίζονται ως υποπροϊόν των διπλών επαναλήψεων είναι εφικτές και συγκλίνουν όπως στο [15], αλλά αυτό δεν συμβαίνει σε γενικές γραμμές. Υπάρχουν μόνο μερικά έγγραφα που μελετούν την ανάκτηση των πρωταρχικών λύσεων από τις διπλές επαναλήψεις, για παράδειγμα στο [16-18]. Πρόσφατα, οι Nedić και Ozdaglar εξέτασαν επίσης τον ρυθμό σύγκλισης των πρωταρχικών λύσεων στο [19].

Στην ενότητα 4.3, παρουσιάζουμε δύο ελαφρώς διαφορετικές διατυπώσεις του προβλήματος για το ελάχιστο κόστος του υπογραφήματος για την

κωδικοποίηση του δικτύου, και οι δύο από τις οποίες έχουν τις ίδιες βέλτιστες λύσεις. Αυτές οι δύο διατυπώσεις δίνουνε αφορμή για δύο διαφορετικούς καταναμημένους αλγόριθμους. Ένας από αυτούς μας δίνει ένα θεωρητικό όριο για την σύγκλιση του ρυθμού της πρωταρχικής λύσης ωστόσο, οι ενδιάμεσες πρωταρχικές λύσεις δεν είναι πάντα εφικτές. Ο δεύτερος, αφ' ενός, παράγει ένα εφικτό υπογράφημα μετά από κάθε επανάληψη, το οποίο μας επιτρέπει να αρχίσει η πολυεκπομπή με ελάχιστη καθυστέρηση. Θα επιθυμούσαμε να επισημάνουμε ότι αυτό είναι δυνατόν λόγω της ειδικής δομής του προβλήματος της κωδικοποίησης του δικτύου, και δεν ισχύει γενικά για τη μέθοδο της υποβάθμισης του διπλού προβλήματος. Κατά συνέπεια, η κωδικοποίηση είναι το επίκεντρο σε αυτήν την διατύπωση του προβλήματος, ακόμα κι αν δεν εμφανίζεται ρητά. Περισσότερες λεπτομέρειες σε αυτό παρουσιάζονται στην ενότητα 4.3.1.

Εισάγουμε επίσης την ευρετική για να βελτιώσουμε την απόδοση της σύγκλισης του αλγορίθμου μας, και μέσω των προσομοιώσεων, δείχνουμε ότι ο αλγόριθμος προκαλεί τη σημαντική μείωση της ενέργειας της πολυεκπομπής σε σύγκριση με την δρομολόγηση του κεντρικού αλγορίθμου της αμέσως μετά από μερικές επαναλήψεις, και συγκλίνει στη βέλτιστη λύση γρήγορα.

Μια από τις προκλήσεις των ασύρματων δικτύων, όπως τα ειδικά δίκτυα και τα δίκτυα αισθητήρων, είναι η μεταβλητότητα της τοπολογίας του δικτύου. Οι αλλαγές στην τοπολογία μπορούν να προκληθούν από την κινητικότητα των χρηστών, τον ύπνο ή το ξύπνημα των κόμβων, ή την επίδραση της σκίασης λόγω της κίνησης των εμποδίων. Ο αλγόριθμός μας τίθεται επίσης σε δοκιμή σ' ένα δυναμικό ασύρματο πρότυπο δίκτυο, και δείχνουμε ότι η μέθοδος της υποβάθμισης αντέχει στις αλλαγές της τοπολογίας, και οι κόμβοι είναι σε θέση να ρυθμίσουν τα επίπεδα της εκπεμπόμενης ισχύος τους που κινούνται ομαλά και γρήγορα προς ένα νέο βέλτιστο υπογράφημα μ' έναν καταναμημένο τρόπο.

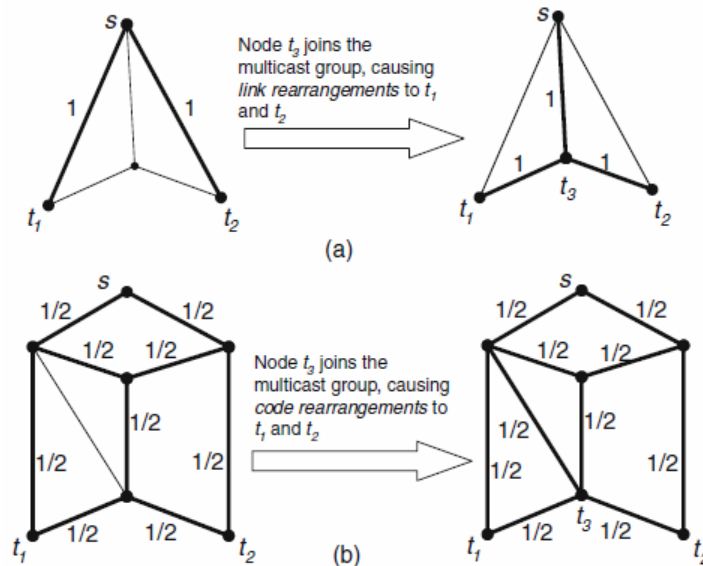
Το ελάχιστο κόστος του υπογραφήματος για τις δυναμικές πολυεκπομπές

Στις εφαρμογές όπως η κατανομή του βίντεο και η τηλεδιάσκεψη όπου σε πραγματικό χρόνο, οι χρήστες μπορούν να προσχωρήσουν ή να αφήσουν την ομάδα της πολυεκπομπής οποιαδήποτε στιγμή κατά τη διάρκεια της συνόδου. Σε τέτοιες περιπτώσεις, πρέπει να ρυθμίσουμε το υπογράφημα της πολυεκπομπής για να ικανοποιήσουμε τις ανάγκες αυτής της δυναμικής ομάδας. Ο Lun και οι λοιποί (Médard και Karger) έδωσαν μια διατύπωση του προβλήματος του δυναμικού προγραμματισμού στο [20], ο οποίος στοχεύει στο να παραδώσει τη συνεχή υπηρεσία στους χρήστες. Ωστόσο, η επαναδιευθέτηση της σύνδεσης και του κώδικα, που καθορίζεται αργότερα, μπορεί ακόμα να εμφανιστεί κάτω από τη διατύπωσή τους.

Στα πλαίσια της παραδοσιακής δρομολόγησης των δικτύων, αυτό το πρόβλημα αντιστοιχεί στο δυναμικό “δεντρικό” του Steiner (DST) στο πρόβλημα [21]. Στο DST, είναι σημαντικό να περιοριστεί ο αριθμός των επαναδιευθετήσεων καθώς μια σύνδεση εξελίσσεται, επειδή επαναδιευθετώντας μια μεγάλη πολυσημειακή σύνδεση η οποία μπορεί να είναι χρονοβόρα και μπορεί να απαιτήσει τη σημαντική χρήση των πόρων του δικτύου με την μορφή του χρόνου της κεντρικής μονάδας επεξεργασίας (CPU). Επιπλέον, η επαναδιευθέτηση μιας σύνδεσης μπορεί να οδηγήσει στη φραγή ορισμένων τμημάτων της σύνδεσης καθώς η επαναδιευθέτηση προχωρά. Επομένως, το πρόβλημα DST έρχεται σε δύο εκδοχές [21,22]. Κάποια είναι η μη επαναδιευθετήσιμη εκδοχή, στην οποία η επαναδιευθέτηση των υπαρχουσών διαδρομών δεν επιτρέπεται. Στην άλλη εκδοχή, η επαναδιευθέτηση επιτρέπεται, αλλά το κόστος των επαναδιευθετήσεων λαμβάνεται υπόψη.

Η κατάσταση είναι παρόμοια στα δίκτυα με την κωδικοποίηση. Όταν τα μέλη της ομάδας της πολυεκπομπής αλλάζουν, θέλουμε να ελαχιστοποιήσουμε τη διακοπή στους υπάρχοντες χρήστες της ομάδας περιορίζοντας και *τις επαναδιευθετήσεις της σύνδεσης και τις επαναδιευθετήσεις του κώδικα*. Μια *επαναδιευθέτηση της σύνδεσης* συμβαίνει όταν αφαιρούνται μερικές συνδέσεις στην τρέχουσα πολυεκπομπή του υπογραφήματος προκαλώντας τις εναλλακτικές διαδρομές που θα χρησιμοποιηθούν για να εξυπηρετήσουν τους υπάρχοντες χρήστες (βλ. σχήμα. 4.1 (a) για παράδειγμα). Όπως και στην δρομολόγηση των δικτύων, λόγω της αλλαγής στη φυσική σύνδεση, αυτό το είδος της επαναδιευθέτησης προκαλεί διακοπές στη συνεχή υπηρεσία στην ομάδα της πολυεκπομπής. Το δεύτερο είδος της επαναδιευθέτησης, το οποίο ονομάζουμε *επαναδιευθέτηση του κώδικα*, είναι λεπτότερο. Η επαναδιευθέτηση του κώδικα συμβαίνει όταν οι νέες εισερχόμενες συνδέσεις προστίθενται στους υπάρχοντες κόμβους της πολυεκπομπής του υπογραφήματος. Το σχήμα 4.1 (b) παρουσιάζει ένα παράδειγμα για τις επαναδιευθετήσεις του κώδικα. Δεδομένου ότι η τυχαία κωδικοποίηση χρησιμοποιείται από τους ενδιάμεσους κόμβους του υπογραφήματος για να εκτελέσει την κωδικοποίηση του δικτύου, όταν ένας κόμβος έχει μια πρόσθετη εισερχόμενη σύνδεση, πρέπει να παράγει ένα νέο σύνολο τυχαίων παραμέτρων για να αναμίξει τα εισερχόμενα ρεύματα. Όλοι οι δέκτες είναι προς την κατεύθυνση του ρεύματος, επομένως, πρέπει να χρησιμοποιήσουν αυτές τις νέες παραμέτρους και να υπολογίσουν ξανά τη μήτρα αντιστροφής για να αποκωδικοποιήσουν τα ρεύματα των δεδομένων. Αυτό το σχέδιο δεν περιλαμβάνει οποιαδήποτε φυσική μεταγωγή των διαδρομών για τα υπάρχοντα τερματικά, αλλά προκαλεί ακόμα μια μικρή διακοπή στη συνεχή υπηρεσία λόγω αυτής της επανεπεξεργασίας των παραμέτρων της κωδικοποίησης του δικτύου. Σημειώστε ότι οι διακοπές που προκαλούνται από τις επαναδιευθετήσεις του κώδικα είναι γενικά μικρότερες από αυτές που προκαλούνται από τις επαναδιευθετήσεις της σύνδεσης.

Στην ενότητα 4.4 παρουσιάζουμε τους αλγορίθμους που προσαρμόζονται στη μεταβαλλόμενη ζήτηση της ομάδας της πολυεκπομπής, και συγχρόνως, να ελαχιστοποιηθούν οι διακοπές στους υπάρχοντες χρήστες. Συγκρίνουμε επίσης τις αποδόσεις τους μέσω της προσομοίωσης.



Σχήμα 4.1: (a) Παράδειγμα ενός επιγραμμικού βήματος που προκαλεί τις επαναδιευθετήσεις της σύνδεσης στους υπάρχοντες χρήστες και (b) παράδειγμα ενός επιγραμμικού βήματος που προκαλεί τις επαναδιευθετήσεις του κώδικα στους υπάρχοντες χρήστες. Ο ρυθμός της πολυεκπομπής από τον πηγαίο κόμβο s στους τελικούς κόμβους $\{t_1, t_2, t_3\}$ είναι 1. Οι παχιές γραμμές δείχνουν τις συνδέσεις που χρησιμοποιούνται στην πολυεκπομπή και οι αριθμοί έναντι αυτών δείχνουν τον ρυθμό της ροής τους.

4.2 Η διατύπωση του προβλήματος

Σε αυτή την ενότητα, παρουσιάζουμε τη διατύπωση του προβλήματος LP του ελάχιστου κόστους του υπογραφήματος και στα ενσύρματα και στα ασύρματα δίκτυα. Παράγουμε επίσης το διπλό πρόβλημα του Lagrangian σε αυτά τα προβλήματα LP, τα οποία θα χρησιμοποιηθούν στους καταναμημένους αλγόριθμους που παρουσιάζονται στην ενότητα 4.3.

4.2.1 Τα ενσύρματα δίκτυα

Εξετάζουμε το πρόβλημα της ενιαίας πολυεκπομπής στα ενσύρματα δίκτυα και διαμορφώνουμε το δίκτυο με μια κατευθυνόμενη γραφική παράσταση $G=(N,A)$, όπου το N είναι το σύνολο των κόμβων και το A είναι το σύνολο των συνδέσεων στο δίκτυο. Κάθε σύνδεση $(i,j) \in A$ συνδέεται μ' έναν μη αρνητικό αριθμό α_{ij} , ο οποίος είναι το κόστος ανά μονάδα ροής σε αυτήν την σύνδεση. Υποθέτουμε ότι το συνολικό κόστος χρησιμοποιώντας μια σύνδεση είναι ανάλογο με τη ροή, z_{ij} , σε αυτό. Για την πολυεκπομπή, υποθέστε ότι έχουμε έναν πηγαίο κόμβο $s \in N$ που παράγει τα δεδομένα σ' ένα θετικό ρυθμό P που επιθυμεί να εκπέμψει σ' ένα πλήρη σύνολο των τερματικών κόμβων T στο N .

Παρουσιάζεται στο [1] ότι ένα υπογράφημα z είναι σε θέση να υποστηρίξει μια σύνδεση της πολυεκπομπής του ρυθμού R από την πηγή s στο T εάν και μόνο εάν η ελάχιστη μείωση από το s σε κάθε $t \in T$ είναι μεγαλύτερη από ή ίση με R . Ως εκ τούτου, το πρόβλημα της εύρεσης του ελάχιστου κόστους του υπογραφήματος μπορεί να διατυπωθεί στο ακόλουθο πρόβλημα LP στο [6]:

$$\text{Ελαχιστοποιήστε } f(z) = \sum_{(i,j) \in A} \alpha_{ij} z_{ij}$$

$$\text{υπό τον όρο } z_{ij} \geq x_{ij}^{(t)} \quad \forall (i,j) \in A, t \in T, \quad (4.1)$$

$$\sum_{\{j|(i,j) \in A\}} x_{ij}^{(t)} - \sum_{\{j|(j,i) \in A\}} x_{ji}^{(t)} = \delta_i^{(t)} \quad \forall i \in N, t \in T,$$

$$x_{ij}^{(t)} \geq 0, \quad \forall (i,j) \in A, t \in T,$$

όπου το $x_{ij}^{(t)}$ αντιστοιχεί στην ιδεατή ροή στη σύνδεση (i,j) για το τελικό t, z_{ij} που είναι η πραγματική ροή στη σύνδεση (i,j) της πολυεκπομπής του υπογραφήματος, και

$$\delta_i^{(t)} = \begin{cases} R & \text{εάν } i = s, \\ -R & \text{εάν } i = t, \\ 0 & \text{αλλιώς.} \end{cases}$$

Αν και οι μεταβλητές της απόφασης, z_{ij} , είναι απεριόριστες στην παραπάνω διατύπωση, είναι εύκολο να δούμε ότι κάθε βέλτιστη λύση της (4.1), z^* , είναι περιορισμένη, δηλαδή,

$$0 \leq z_{ij}^* \leq b_{ij} \quad \forall (i, j) \in A, \quad (4.2)$$

για οποιοδήποτε $b_{ij} > R$. Κατά συνέπεια, συμπεριλαμβανομένου του πρόσθετου περιορισμού (4.2) στο (4.1) δεν θα άλλαζε η βέλτιστη λύση του συνόλου. Ωστόσο, αυτό θα επηρεάσει το διπλό πρόβλημα του Lagrangian, και συνεπώς, και τον αλγόριθμο για την επίλυση αυτού του προβλήματος. Θα δούμε αργότερα στην ενότητα της 4.3.2 ότι αυτός ο πρόσθετος περιορισμός μπορεί να μας βοηθήσει να παράγουμε ένα θεωρητικό όριο στον ρυθμό της σύγκλισης του κατανεμημένου αλγορίθμου μας.

Για να παράγουμε το διπλό πρόβλημα του Lagrangian για (4.1), αναθέτουμε την διπλή μεταβλητή $p_{ij}^{(t)}$ στον περιορισμό $z_{ij} \geq x_{ij}^{(t)}$ και αφήνουμε το υπόλοιπο των πρωταρχικών περιορισμών στη διπλή αντικειμενική συνάρτηση. Κατά αυτόν τον τρόπο, το z_{ij} δεν εμφανίζεται στο διπλό πρόβλημα, και αυτή η ειδική δομή του προβλήματος της κωδικοποίησης του δικτύου μας επιτρέπει να έχουμε μια εφικτή πρωταρχική λύση μετά από κάθε διπλή επανάληψη, όπως θα δούμε στην ενότητα 4.3.1. Το διπλό πρόβλημα για (4.1) δίνεται από

$$\text{Μεγιστοποιήστε } q(p) = \sum_{t \in T} q^{(t)}(p^{(t)})$$

$$\text{υπό τον όρο } \sum_{t \in T} p_{ij}^{(t)} = a_{ij} \quad \forall (i, j) \in A, \quad (4.3)$$

$$p_{ij}^{(t)} \geq 0 \quad \forall (i, j) \in A, t \in T,$$

$$\text{Όπου } q^{(t)}(p^{(t)}) = \min_{x^{(t)} \in F_x^{(t)}} \sum_{(i, j) \in A} p_{ij}^{(t)} x_{ij}^{(t)} \quad \forall t \in T, \quad (4.4)$$

και το $F_x^{(t)}$ είναι το πολυέδρο που οριοθετείται από τα σημεία $x^{(t)}$ που ικανοποιούν την διατήρηση των περιορισμών της ροής

$$\sum_{\{j|(i,j) \in A\}} x_{ij}^{(t)} - \sum_{\{j|(j,i) \in A\}} x_{ji}^{(t)} = \delta_i^{(t)} \quad \forall i \in N,$$

$$x_{ij}^{(t)} \geq 0 \quad \forall (i,j) \in A.$$

Σημειώστε ότι το υποπρόβλημα στην (4.4) είναι ένα τυπικό πρόβλημα πιο σύντομης διαδρομής με τα κόστη της σύνδεσης $p_{ij}^{(t)}$, τα οποία μπορούν να λυθούν χρησιμοποιώντας ένα πλήθος κατανεμημένων αλγόριθμων (π.χ., είναι κατανεμημένοι από τον Bellman-Ford).

Όταν ο περιορισμός στην (4.2) περιλαμβάνεται στο πρωταρχικό πρόβλημα, το διπλό πρόβλημα γίνεται

$$\text{Μεγιστοποιήστε } q(p) = \sum_{t \in T} q^{(t)}(p^{(t)}) + \sum_{(i,j) \in A} r_{ij}(p_{ij})$$

$$\text{υπό τον όρο } p_{ij}^{(t)} \geq 0 \quad \forall (i,j) \in A, t \in T, \quad (4.5)$$

$$\text{όπου } r_{ij}(p_{ij}) = \min_{z \in F_z} \left(a_{ij} - \sum_{t \in T} p_{ij}^{(t)} \right) z_{ij} \quad \forall (i,j) \in A,$$

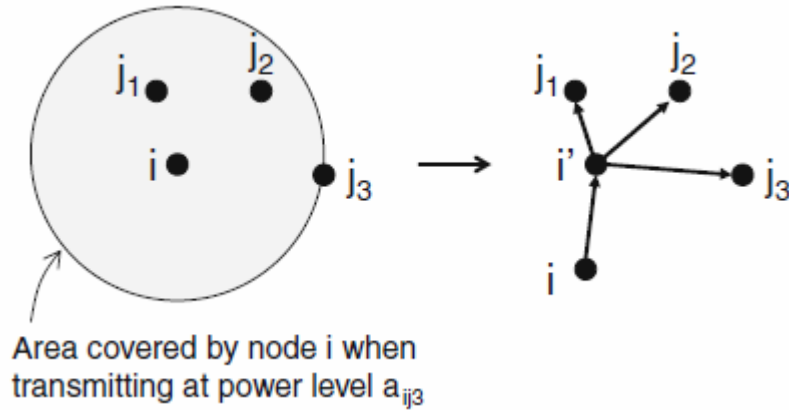
και F_z είναι η περιορισμένη περιοχή του z που δίνεται από

$$0 \leq z_{ij} \leq b_{ij} \quad \forall (i,j) \in A.$$

4.2.2 Τα ασύρματα δίκτυα

Σύμφωνα με το μοντέλο αυτό, θεωρούμε ότι τα ασύρματα δίκτυα όπου οι κόμβοι τοποθετούνται τυχαία μέσα σ' ένα 10×10 τετράγωνο με μια ακτίνα r της συνδετικότητας. Η ενέργεια που απαιτείται για να εκπέμψει στον ρυθμό της μονάδας σε μια απόσταση d λαμβάνεται για να είναι d^2 . Ως f_{ij} είναι η συνάρτηση του κόστους της σύνδεσης (i, j) , και στο μοντέλο μας, $f_{ij}(z_{ij}) = a_{ij}z_{ij}$ όπου το $a_{ij} = d_{ij}^2$ είναι η ενέργεια που απαιτείται για να στείλει στο ρυθμό της μονάδας πέρα από αυτήν την σύνδεση και το z_{ij} είναι ο ρυθμός της ροής σε αυτήν την σύνδεση. Δικαιολογούμε αυτήν την υπόθεση στις περιπτώσεις όπου η ενέργεια είναι ο σημαντικότερος περιορισμός, αλλά υπάρχουν, παραδείγματος χάριν, ικανοποιητικοί χρόνοι ή θυρίδες συχνοτήτων για να εγυηθούν ότι καμία από τις δύο εκπομπές δεν παρεμβαίνει πάντα. Αυτό το πρότυπο συζητείται σε βάθος στο [6].

Εξετάζουμε τα ασύρματα δίκτυα στα οποία οι κεραιές είναι παγκατευθυντικές. Όταν εκπέμπουμε από τον κόμβο i στον κόμβο j , θα έχουμε μετάδοση σε όλους τους κόμβους των οποίων η απόσταση από το i είναι μικρότερη από εκείνη από το i στο j «δωρεάν» - ένα φαινόμενο που αναφέρεται ως «πλεονέκτημα της ασύρματης πολυεκπομπής» στο [23]. Εάν επιβάλλουμε μια διαταγή «στο σύνολο των εξερχόμενων συνδέσεων από το i , έτσι ώστε $(i, k) \leq (i, j)$ εάν και μόνο εάν $a_{ik} \leq a_{ij}$, τότε μπορούμε να υποθέσουμε ότι λαμβάνουμε μια σύνδεση χωρίς απώλειες της ευρυεκπομπής του ρυθμού της μονάδας από τον κόμβο i σε όλους τους κόμβους k έτσι ώστε $(i, k) \leq (i, j)$ για το κόστος a_{ij} . Ας εξετάσουμε το παράδειγμα που φαίνεται στο σχήμα 4.2, όπου υπάρχουν τρεις κόμβοι μέσα στην απόσταση r από τον κόμβο i . Εάν ο κόμβος i εκπέμψει με ισχύ a_{ij_3} στον κόμβο j_3 , οι δύο κοντινότεροι κόμβοι, j_1 και j_2 , λαμβάνουν επίσης αυτές τις πληροφορίες χωρίς επιπλέον κόστος. Έτσι, η κατάσταση εδώ είναι αρκετά διαφορετική από την ενσύρματη περίπτωση. Αντί να επιλέξουν τις συνδέσεις για να εκπέμψουν με τα ενσύρματα δίκτυα, οι κόμβοι στα ασύρματα δίκτυα επιλέγουν τα επίπεδα ισχύος για να εκπέμψουν, και αυτό στη συνέχεια καθορίζει την ακτίνα κάλυψής τους.



Σχήμα 4.2: Το «πλεονέκτημα της ασύρματης πολυεκπομπής» που συνδέεται με τις παγκατευθυντικές κεραίες. Οι τρεις προορισμοί j_1 , j_2 , και j_3 μπορούν όλοι να επιτευχθούν ταυτόχρονα με το κόστος a_{ij_3} , και αυτό είναι ισοδύναμο με το να διαθέτει τρεις συνδέσεις της χωρητικότητας της μονάδας από το i στο j_1 , στο j_2 , και στο j_3 . Εδώ, επίσης περιλαμβάνουμε μια ιδεατή μονάδα χωρητικότητας της σύνδεσης (i, i') για να επιβάλουμε τον περιορισμό ότι οι πληροφορίες που εκπέμπονται για τις τρεις συνδέσεις πρέπει να είναι οι ίδιες.

Παρόμοιο με την ενσύρματη περίπτωση, στο ασύρματο δίκτυο, το ελάχιστο κόστος του υπογραφήματος το οποίο μπορεί να χρησιμοποιηθεί για να εκτελέσει την πολυεκπομπή με την κωδικοποίηση του δικτύου δίνεται παρακάτω από την βελτιστοποίηση του γραμμικού προβλήματος:

$$\text{Ελαχιστοποιήστε } f(z) = \sum_{(i,j) \in A} a_{ij} z_{ij}$$

$$\text{υπό τον όρο } \sum_{\{k | (i,k) \in A, (i,k) \succeq (i,j)\}} \left(z_{ik} - x_{ik}^{(t)} \right) \geq 0 \quad \forall (i,j) \in A', t \in T,$$

$$\sum_{\{j | (i,j) \in A\}} x_{ij}^{(t)} - \sum_{\{j | (j,i) \in A\}} x_{ji}^{(t)} = \sigma_i^{(t)} \quad \forall i \in N, t \in T, \quad (4.6)$$

$$x_{ij}^{(t)} \geq 0 \quad \forall (i,j) \in A, t \in T,$$

Εδώ, το A' είναι ένα υποσύνολο του A με την ιδιότητα ότι ο περιορισμός

$$\sum_{\{k|(i,k) \in A, (i,k) \geq (i,j)\}} \left(z_{ik} - x_{ik}^{(t)} \right) \geq 0$$

είναι μοναδικός για όλους $(i, j) \in A'$.

Το σύστημα της βελτιστοποίησης του υπογραφήματος χρησιμοποιεί επίσης το διπλό πρόβλημα του Lagrangian στην (4.6) που δίνεται παρακάτω:

$$\text{Μεγιστοποιήστε } q(p) = \sum_{t \in T} q^{(t)} \left(p^{(t)} \right) \quad (4.7)$$

$$\text{υπό τον όρο } \sum_{\{k|(i,k) \in A', (i,k) \leq (i,j)\}} \sum_{t \in T} p_{ik}^{(t)} = a_{ij} \quad \forall (i, j) \in A,$$

$$p_{ij}^{(t)} \geq 0 \quad \forall (i, j) \in A', t \in T,$$

$$\text{όπου } q^{(t)} \left(p^{(t)} \right) = \min_{x^{(t)} \in F_x^{(t)}} \sum_{(i,j) \in A} \left(\sum_{\{k|(i,k) \in A', (i,k) \leq (i,j)\}} p_{ik}^{(t)} \right) x_{ij}^{(t)} \quad (4.8)$$

και το $F^{(t)}$ είναι το πολύεδρο που οριοθετείται από τα σημεία $x^{(t)}$ που ικανοποιούν την διατήρηση των περιορισμών της ροής. Στην περίπτωση αυτή, το z_{ij} δεν εμφανίζεται στο διπλό πρόβλημα, και έτσι μπορούμε να

ανακτήσουμε μια εφικτή πρωταρχική λύση μετά από κάθε διπλή επανάληψη, η οποία δεν είναι δυνατή για τις γενικές μεθόδους της υποβάθμισης.

Για να απλοποιήσουμε τους περιορισμούς στο διπλό πρόβλημα της (4.7), μπορούμε να ταξινομήσουμε τις εξερχόμενες συνδέσεις από τον κόμβο i στο A' σύμφωνα με τα κόστη τους. Σημειώστε ότι στο A' , καμία από τις δύο εξερχόμενες συνδέσεις από έναν κόμβο i δεν είναι του ίδιου κόστους. Ας εξετάσουμε το παράδειγμα στο σχήμα 12.2 όπου υπάρχουν τρεις εξερχόμενες συνδέσεις από το i με $(i, j_1) < (i, j_2) < (i, j_3)$, όπου η ισότητα των περιορισμών στην (4.7) όσον αφορά αυτές τις συνδέσεις γίνεται

$$\sum_{t \in T} p_{ij_1}^{(t)} = a_{ij_1},$$

$$\sum_{t \in T} p_{ij_1}^{(t)} + \sum_{t \in T} p_{ij_2}^{(t)} = a_{ij_2},$$

$$\sum_{t \in T} p_{ij_1}^{(t)} + \sum_{t \in T} p_{ij_2}^{(t)} + \sum_{t \in T} p_{ij_3}^{(t)} = a_{ij_3}.$$

Αυτά είναι ισοδύναμα με τα

$$\sum_{t \in T} p_{ij_1}^{(t)} = a_{ij_1},$$

$$\sum_{t \in T} p_{ij_2}^{(t)} = a_{ij_2} - a_{ij_1},$$

$$\sum_{t \in T} p_{ij_3}^{(t)} = a_{ij_3} - a_{ij_2}.$$

Επομένως, εάν ορίζουμε

$$s_{ij} = a_{ij} - \max_{\left\{k \mid (i,k) \in A', (i,k) < (i,j)\right\}} a_{ik}, \quad (4.9)$$

το διπλό πρόβλημα στην (4.7) μπορεί να απλοποιηθεί ως

$$\text{Μεγιστοποιήστε} \quad \sum_{t \in T} q^{(t)} \left(p^{(t)} \right) \quad (4.10)$$

$$\text{Υπό τον όρο} \quad \sum_{t \in T} p_{ij}^{(t)} = s_{ij} \quad \forall (i,j) \in A,$$

$$p_{ij}^{(t)} \geq 0 \quad \forall (i,j) \in A', t \in T.$$

4.3 Ελαχίστου κόστους αλγόριθμοι αποκεντρωμένου υπογραφήματος για την στατική πολυεκπομπή

Εστιάζουμε στις στατικές πολυεκπομπές σε αυτή την ενότητα. Η ενότητα 4.3.1 δίνει μια επισκόπηση της μεθόδου της υποβάθμισης του διπλού προβλήματος για την βελτιστοποίηση του αποκεντρωμένου υπογραφήματος. Ο ρυθμός της σύγκλισης αυτής της μεθόδου αναλύεται στην ενότητα 4.3.2. Διάφορες ευρετικές για να βελτιώσουν την απόδοση της σύγκλισης του κανονικού αλγορίθμου και στα στατικά και στα δυναμικά ασύρματα δίκτυα παρουσιάζονται στην ενότητα 4.3.3, και η ενότητα 4.3.4 δίνει μερικά αριθμητικά αποτελέσματα.

4.3.1 Η μέθοδος της υποβάθμισης για την βελτιστοποίηση του αποκεντρωμένου υπογραφήματος

Το σύστημα της βελτιστοποίησης του υπογραφήματος στο [6] προσπαθεί να συγκλίνει στη βέλτιστη πρωταρχική λύση χρησιμοποιώντας την μέθοδο της υποβάθμισης του διπλού προβλήματος. Αυτός ο αλγόριθμος είναι εντελώς αποκεντρωμένος και κάθε κόμβος πρέπει να γνωρίζει μόνο το κόστος των εισερχόμενων και των εξερχόμενων συνδέσεων του, και να ανταλλάσει πληροφορίες με τους γειτονικούς κόμβους. Δίνουμε αρχικά μια επισκόπηση του αλγορίθμου στο πλαίσιο του μοντέλου του ενσύρματου δικτύου στην ενότητα 4.3.1.1. Η ενότητα 4.3.1.2 περιγράφει την επέκταση αυτού του αλγορίθμου στην ασύρματη περίπτωση.

4.3.1.1 Η μέθοδος της υποβάθμισης στα ενσύρματα δίκτυα

Στη συνέχεια, περιγράφουμε τους καταναμημένους αλγόριθμους για την επίλυση (4.1) με και χωρίς περιορισμό (4.2). Αναφερόμαστε στον αλγόριθμο που λύνει το πρόβλημα (4.1) και το διπλό (4.3) ως *αλγόριθμο A*, και τον

αλγόριθμο για την επίλυση της πρωταρχικού με τον περιορισμό (4.2) και το διπλό (4.5) ως *αλγόριθμο B*. Οι περισσότερες από τις συζητήσεις και τις προσομοιώσεις στην ενότητα 4.3 είναι βασισμένες στον αλγόριθμο A, δεδομένου ότι έχει την καλύτερη απόδοση της σύγκλισης στις πρακτικές ρυθμίσεις. Ωστόσο, στην ενότητα 4.3.2, χρησιμοποιούμε τον αλγόριθμο B για να παράγουμε ένα θεωρητικό όριο στον ρυθμό της σύγκλισης των πρωταρχικών λύσεων, το οποίο δεν είναι διαθέσιμο για τον αλγόριθμο A.

Αλγόριθμος A

1. **Αρχικοποιήστε το** $p[0]$ - πριν από την πρώτη επανάληψη, κάθε κόμβος αρχικοποιεί το $p[0]$.
2. **Υπολογίστε το** $x[n]$ - στην νιοστή επανάληψη, χρησιμοποιήστε το $p[n]$ ως το κόστος της σύνδεσης, και να εκτελέσετε μια κατανεμημένη πιο σύντομη διαδρομή του αλγόριθμου για να καθορίσετε το $x[n]$.
3. **Ενημερώστε το** $p[n+1]$ - ενημερώστε το $p[n+1]$ χρησιμοποιώντας την υποβάθμιση που λαμβάνεται μέσω $x[n]$ τιμών:

$$g_{ij}^{(t)}[n] = x_{ij}^{(t)}[n],$$

$$p[n+1] := \left[p[n] + \theta[n] g^{(t)}[n] \right]_P^+,$$

όπου το $g[n]$ είναι η υποβάθμιση για το $p[n]$, $\theta[n]$ όπου είναι το μέγεθος του βήματος για την νιοστή επανάληψη, και το $[\cdot]_P^+$ δηλώνει την προβολή πάνω στο σύνολο του περιορισμού στην P στην (4.3). Αυτή η προβολή μπορεί να γίνει μ' ένα κατανεμημένο τρόπο, και συγκεκριμένα το $p_{ij}^{(t)}[n+1]$ δίνεται από

$$p_{ij}^{(t)}[n+1] = \max \left(0, p_{ij}^{(t)}[n] + \theta[n] x_{ij}^{(t)}[n] + d_{ij}[n] \right), \quad (4.11)$$

όπου $d_{ij}[n] \leq 0$ είναι ένας αριθμός που υπολογίζεται με βάση τις τιμές $p[n]$, $x[n]$, και $\theta[n]$ στο [6].

4. **Ανακτήστε το** $\tilde{x}[n]$ - στο τέλος κάθε επανάληψης, οι κόμβοι ανακτούν μια πρωταρχική λύση, $\tilde{x}[n]$, η οποία βασίζεται στους διπλούς υπολογισμούς.

Έστω $\{\mu_l[n]\}_{l=1,\dots,n}$ είναι μια ακολουθία από ένα συνδυασμό σταθμικών κυρτώσεων για κάθε μη αρνητικό ακέραιο αριθμό n , δηλαδή $\sum_{l=1}^n \mu_l[n]=1$ και $\mu_l[n] \geq 0$ για όλα τα $l=1,\dots,n$. Περαιτέρω, καθορίστε

$$\gamma_{ln} = \frac{\mu_l[n]}{\theta[l]}, \quad l=1,\dots,n, \quad n=0,1,\dots,$$

και

$$\Delta\gamma_n^{\max} = \max_{l=2,\dots,n} \left\{ \gamma_{ln} - \gamma_{(l-1)n} \right\}.$$

Σύμφωνα με το [16], εάν τα μεγέθη του βήματος $\{\theta[n]\}$ και ο συνδυασμός σταθμικών κυρτώσεων $\{\mu_l[n]\}$ επιλέγονται έτσι ώστε

- $\gamma_{ln} \geq \gamma_{(l-1)n}$ για όλα $l=2,\dots,n$, και $n=0,1,\dots$,
- $\Delta\gamma_n^{\max} \rightarrow 0$ ως $n \rightarrow \infty$, και
- $\gamma_{ln} \rightarrow 0$ ως $n \rightarrow \infty$ και $\gamma_{nn} \leq \delta$ για όλα $n=0,1,\dots$, για κάποια $\delta > 0$,

τότε λαμβάνουμε μια βέλτιστη λύση στο πρωταρχικό πρόβλημα (4.1) από οποιοδήποτε σημείο της συσσώρευσης της πρωταρχικής ακολουθίας που επαναλαμβάνει το $\{\tilde{x}[n]\}$ και δίνεται από

$$\tilde{x}_{ij}^{(t)}[n] = \sum_{l=1}^n \mu_l[n] x_{ij}^{(t)}[l], \quad n=0,1,\dots$$

Ένα παράδειγμα από ένα σύνολο παραμέτρων που πληρούν τις παραπάνω προϋποθέσεις είναι $\theta[n]=n^{-a}$ για $n=0,1,2,\dots$ όπου $0 < a < 1$, και $\mu_l[n]=1/n$ για $n=1,2,3,\dots$ και $l=1,\dots,n$.

5. **Καθορίστε το** $\tilde{z}[n]$ - Κάθε κόμβος υπολογίζει τις τιμές $\tilde{z}_{ij}[n]$ από τις τιμές $\tilde{x}_{ij}^{(t)}[n]$. Προκειμένου να ελαχιστοποιηθεί το κόστος,
- $$\tilde{z}_{ij}[n] = \max_{t \in T} \tilde{x}_{ij}^{(t)}[n].$$

6. **Επαναλάβετε** - τα βήματα 2-5 επαναλαμβάνονται μέχρι η πρωταρχική λύση να έχει συγκλίνει.

Για τις λεπτομέρειες αυτού του αλγόριθμου και των σχετικών αποδείξεων, αναφερθείτε στο [6].

Δεδομένου ότι από τις ενδιάμεσες τιμές $\{\tilde{z}[n], \tilde{x}[n]\}$ μετά από κάθε επανάληψη υπάρχουν πάντα εφικτές λύσεις στο πρωταρχικό πρόβλημα, δεν είναι απαραίτητο να περιμένουμε μέχρι η πρωταρχική λύση να συγκλίνει για να αρχίσει η πολυεκπομπή. Αντ' αυτού, η πολυεκπομπή μπορεί να αρχίσει μετά από την πρώτη επανάληψη, και μπορούμε να μετατοπίσουμε τις ροές βαθμιαία μέσω των επαναλήψεων για να λειτουργήσουμε ένα πιο οικονομικά αποδοτικό υπογράφημα. Σημειώστε ότι, γενικά, αυτό δεν ισχύει για τις μεθόδους της υποβάθμισης του διπλού προβλήματος, και λειτουργεί από εδώ λόγω της μοναδικής δομής του προβλήματος της κωδικοποίησης του δικτύου. Συγκεκριμένα, οι μεταβλητές ροής, z_{ij} , δεν περιλαμβάνονται στους περιορισμούς της διατήρησης της ροής, και δεν εμφανίζονται στις διπλές επαναλήψεις. Αυτό μας επιτρέπει να επιλέξουμε τις εφικτές z τιμές μετά από κάθε διπλή επανάληψη που βασίζεται σ' ένα σύνολο εφικτών ιδεατών ροών x .

Εάν η οριοθέτηση του περιορισμού (4.2) περιλαμβάνεται στο πρωταρχικό πρόβλημα, έχουμε τον αλγόριθμο B για την επίλυση αυτού του νέου προβλήματος και του αντιστοίχου του (4.5).

Αλγόριθμος B

1. **Αρχικοποιήστε το** $p[0]$.
2. **Υπολογίστε το** $x[n]$ **και το** $z[n]$ - Ο υπολογισμός του $x[n]$ είναι ο ίδιος με τον αλγόριθμο A. Για το $z[n]$, έχουμε

$$z_{ij}[n] = \begin{cases} 0 & \text{εάν } \sum_{t \in T} p_{ij}^{(t)} \leq a_{ij}, \\ b_{ij} & \text{εάν } \sum_{t \in T} p_{ij}^{(t)} \geq a_{ij}. \end{cases}$$

3. **Ενημερώστε το** $p[n+1]$ - ενημερώστε το $p[n+1]$ χρησιμοποιώντας την υποβάθμιση που λαμβάνεται μέσω των τιμών $x[n]$ και $z[n]$:

$$g_{ij}^{(t)}[n] = x_{ij}^{(t)}[n] - z_{ij}[n],$$

$$p_{ij}^{(t)}[n+1] = \max\left(0, p[n] + \theta[n] g_{ij}^{(t)}[n]\right).$$

4. **Ανακτήστε το $\tilde{z}[n]$** - η ανάκτηση της πρωταρχικής λύσης $\tilde{z}[n]$ γίνεται με τη λήψη ενός κυρτού συνδυασμού όλων των προηγούμενων τιμών $z[n]$, παρόμοια με την ανάκτηση $\tilde{x}[n]$ στον αλγόριθμο A:

$$z_{ij}^{(t)}[n] = \sum_{l=1}^n \mu_l[n] z_{ij}^{(t)}[l], \quad n=0,1,\dots$$

5. **Επαναλάβετε** - τα βήματα 2-4 επαναλαμβάνονται μέχρι η πρωταρχική λύση να έχει συγκλίνει.

Όπως θα δούμε στην ενότητα 4.3.2, ο αλγόριθμος B μας παρέχει ένα θεωρητικό όριο στον πρωταρχικό ρυθμό της σύγκλισης του προβλήματος του ελάχιστου κόστους του υπογραφήματος, το οποίο δεν είναι διαθέσιμο για τον αλγόριθμο A. Ωστόσο, ένα σημαντικό μειονέκτημα του αλγορίθμου B που συγκρίνεται με τον αλγόριθμο A είναι ότι οι τιμές $\tilde{z}[n]$ δεν είναι πάντα εφικτές επομένως, δεν μπορούμε να αρχίσουμε την πολυεκπομπή αμέσως όπως στην περίπτωση του αλγορίθμου A. Αυτό είναι πολύ ανεπιθύμητο στην πράξη και είναι ένας από τους κύριους λόγους για τους οποίους εστιάζουμε μόνο στον αλγόριθμο A στις προσομοιώσεις μας.

4.3.1.2 Η μέθοδος της υποβάθμισης στα ασύρματα δίκτυα

Τα κύρια βήματα στο κατανεμημένο ελάχιστο κόστος του υπογραφήματος του αλγορίθμου για τα ασύρματα δίκτυα είναι τα ίδια με αυτόν στον αλγόριθμο A της ενσύρματης περίπτωσης, εκτός από τα βήματα 3 και 5, στα οποία μερικές τροποποιήσεις απαιτούνται. Οι λεπτομέρειες των αλλαγών τονίζονται παρακάτω.

Στο βήμα 3, κατά την ενημέρωση $p[n+1]$, η υποβάθμιση για το $p_{ij}^{(t)}[n]$ στην ασύρματη περίπτωση δίνεται από

$$g_{ij}^{(t)}[n] = \sum_{\{k | (i,k) \in A, (i,k) \geq (i,j)\}} x_{ik}^{(t)}[n],$$

και πάλι, το $p_{i,j}[n+1]$ είναι η Ευκλείδεια προβολή του $p_{i,j}[n] + \theta[n]g_{i,j}[n]$ επάνω στο εφικτό σύνολο του $p_{i,j}$.

Στο βήμα 5, υπολογίζουμε το $\tilde{z}[n]$ που βασίζεται στην ανακτημένη πρωταρχική λύση $\tilde{x}[n]$. Επανακαλέστε ότι στο πρωταρχικό πρόβλημα (4.6) έχουμε τους περιορισμούς

$$\sum_{\{k|(i,k) \in A, (i,k) \succeq (i,j)\}} \left(\tilde{z}_{ik} - x_{ik}^{(t)} \right) \geq 0 \quad \forall (i,j) \in A', t \in T. \quad (4.12)$$

Υποθέστε ότι η ταξινομημένη λίστα των εξερχόμενων συνδέσεων από τον κόμβο i στο A' με βάση τα κόστη τους είναι $\{(i, j_1), \dots, (i, j_k)\}$, και άρχισε από τις ακριβότερες συνδέσεις (i, j_k) , ο παραπάνω περιορισμός γίνεται

$$\tilde{z}_{ij_k} - \tilde{x}_{ij_k}^{(t)} \geq 0 \quad \forall t \in T.$$

Για να ελαχιστοποιηθεί το συνολικό κόστος, η βέλτιστη τιμή \tilde{z}_{ij_k} πρέπει να είναι $\max_{t \in T} \tilde{x}_{ij_k}^{(t)}$. Σε περιπτώσεις όπου περισσότερες από μια εξερχόμενες συνδέσεις είναι του ίδιου κόστους, εμείς απλά πρέπει να επιβεβαιωθούμε ότι το άθροισμα των ροών σε αυτές τις συνδέσεις ικανοποιεί τον περιορισμό (4.12). Η κατανομή της συνολικής ροής μεταξύ αυτών των συνδέσεων μπορεί να γίνει τυχαία χωρίς να επηρεάζουν το συνολικό κόστος. Μόλις η τιμή \tilde{z}_{ij_k} καθοριστεί, μπορούμε να κινηθούμε στην δεύτερη ακριβότερη σύνδεση (i, j_{k-1}) , της οποίας ο περιορισμός γίνεται τώρα

$$\left(\tilde{z}_{ij_{k-1}} - \tilde{x}_{ij_{k-1}}^{(t)} \right) + \left(\tilde{z}_{ij_k} - \tilde{x}_{ij_k}^{(t)} \right) \geq 0 \quad \forall t \in T,$$

και έχουμε $\tilde{z}_{ij_{k-1}} = \max_{t \in T} \left(\tilde{x}_{ij_{k-1}}^{(t)} + \tilde{x}_{ij_k}^{(t)} \right) - z_{ij_k}$. Με την επανάληψη της παραπάνω διαδικασίας, μπορούμε να επιτύχουμε τη βέλτιστη πρωταρχική λύση \tilde{z} από το \tilde{x} .

4.3.2 Η ανάλυση του ρυθμού της σύγκλισης

Σε αυτή την ενότητα, εξετάζουμε τους ρυθμούς της σύγκλισης στην μέθοδο της υποβάθμισης του διπλού προβλήματος μας που παρουσιάζεται στην ενότητα 4.3.1 και στα πρωταρχικά και στα διπλά προβλήματα. Για τη σαφήνεια της παρουσίασης, χρησιμοποιούμε το ενσύρματο μοντέλο σε αυτή την ενότητα, δεδομένου ότι οι συμβολισμοί του είναι πολύ πιο απλοί από το ασύρματο. Όλα τα αποτελέσματα εδώ μπορούν να επεκταθούν εύκολα στην ασύρματη περίπτωση.

4.3.2.1 Ο ρυθμός της σύγκλισης για το διπλό πρόβλημα

Η ανάλυση και τα αποτελέσματα σε αυτή την ενότητα ισχύουν και για τον αλγόριθμο A και για τον αλγόριθμο B. Εδώ, παρουσιάζουμε ακριβώς την ανάλυση για τον αλγόριθμο A, δεδομένου ότι η επέκταση στον αλγόριθμο B είναι αρκετά απλή.

Με τα κατάλληλα επιλεγμένα μεγέθη του βήματος, η πρότυπη μέθοδος της υποβάθμισης που προτείνεται στην ενότητα 4.3.1 συγκλίνει στις βέλτιστες λύσεις του διπλού προβλήματος τελικά [24], αλλά είναι δύσκολο να αναλυθεί ο ρυθμός της σύγκλισης της πρότυπης μεθόδου. Γι' αυτόν τον λόγο, εξετάζουμε την μέθοδο της σταδιακής υποβάθμισης που μελετάται στο [25]. Η μέθοδος της σταδιακής υποβάθμισης μπορεί να χρησιμοποιηθεί εδώ επειδή η αντικειμενική συνάρτηση στην (4.3) είναι το άθροισμα της συνιστώσας $|T|$ των κυρτών συναρτήσεων, και το σύνολο του περιορισμού είναι πλήρη, κλειστό, και κυρτό (βλ. το κεφάλαιο 2 στο [25]). Σε κάθε επανάληψη, το p αλλάζει σταδιακά μέσω μιας ακολουθίας $|T|$ βημάτων. Κάθε βήμα είναι μια επανάληψη της

υποβάθμισης για μια ενιαία συνιστώσα της συνάρτησης $q^{(t)}$. Κατά συνέπεια, μια επανάληψη μπορεί να θεωρηθεί ως ένας κύκλος $|T|$ μικρών επαναλήψεων. Συμβολίζουμε τους τερματικούς κόμβους από $\{1, 2, \dots, N_T\}$, όπου $N_T = |T|$. Το διάνυσμα $p[n+1]$ είναι που λαμβάνεται από το $p[n]$ ως εξής:

$$\psi_0[n] := p[n],$$

$$\psi_i[n] := \left[\psi_{i-1}[n] + \theta[n] g^{(i)}[n] \right]_P^+,$$

$$p[n+1] := \psi_{N_T}[n].$$

Αποδεικνύουμε αρχικά δύο προτάσεις οι οποίες είναι χρήσιμες για την ανάλυση του ρυθμού της σύγκλισης.

Πρόταση 1: Το πρόβλημα (4.3) ικανοποιεί την ιδιότητα της οριοθέτησης της υποβάθμισης, το οποίο σημαίνει ότι υπάρχει ένα θετικό βαθμωτό C έτσι ώστε

$$\|g\| \leq C, \forall g \in \partial q^{(t)}(p[n]) \cup \partial q^{(t)}(\psi_i[-1, n]),$$

$$\forall i = 1, \dots, N_T \quad \forall n.$$

Απόδειξη: Αυτό ισχύει επειδή το $q^{(t)}$ είναι το ελάχιστο σημείο ενός πεπερασμένου αριθμού από συσχετισμένες συναρτήσεις, και σε αυτήν την περίπτωση, για κάθε p , το σύνολο των υποβαθμίσεων $\partial q^{(t)}(p)$ είναι στα όρια της κύρτωσης ενός πεπερασμένου αριθμού των διανυσμάτων. Κατά συνέπεια, οι υποβαθμίσεις είναι περιορισμένες.

Πρόταση 2: Έστω ότι η βέλτιστη λύση του συνόλου είναι το P^* , όπου υπάρχει ένα θετικό βαθμωτό μ έτσι ώστε

$$q^* - q(p) \geq \mu \left(\text{dist}(p, P^*) \right)^2 \quad \forall p \in P.$$

Απόδειξη: Το πρόβλημα (4.3) μπορεί να αναδιατυπωθεί σ' ένα γραμμικό πρόβλημα του προγραμματισμού όπως ακολουθεί:

$$\text{Μεγιστοποιήστε } q'(v) = \sum_{t \in T} \sum_{i \in N} r_i^{(t)} \delta_i^{(t)} = R \sum_{t \in T} (r_s^{(t)} - r_t^{(t)}) \quad (4.13)$$

$$\text{υπό τον όρο } r_i^{(t)} - r_j^{(t)} \leq p_{ij}^{(t)} \quad \forall (i, j) \in A, t \in T,$$

$$\sum_{t \in T} p_{ij}^{(t)} = a_{ij} \quad \forall (i, j) \in A,$$

$$p_{ij}^{(t)} \geq 0 \quad \forall (i, j) \in A, t \in T.$$

Το διάνυσμα της απόφασης, v , είναι μια αλληλουχία των διανυσμάτων p και r , και δείχνουμε το εφικτό σύνολο από το V . Για κάθε εφικτό $p \in P$ από (4.3), υπάρχει ένα αντίστοιχο v στην (4.13) με την ίδια p συνιστώσα και το $q'(v) = q(p)$. Επιπλέον, για κάθε εφικτό $v \in V$, μπορούμε να εξάγουμε ένα διάνυσμα p από αυτό που δίνει το ίδιο συνολικό κόστος στην (4.3). Επομένως, οι δύο διατυπώσεις (4.3) και (4.13) έχουν τις ίδιες βέλτιστες τιμές, δηλαδή $q^* = q'^*$.

Από το σύνολο των λύσεων ένα γραμμικό πρόβλημα του προγραμματισμού είναι ένα σύνολο αδύνατων έντονων ελάχιστων [26], όπου υπάρχει ένα θετικό α έτσι ώστε

$$q'^* - q'(v) \geq \alpha \left(\text{dist}(v, V^*) \right) \quad \forall v \in V.$$

Έτσι για κάθε $p \in P$ στην (4.3) έχουμε

$$q^* - q(p) = q'^* - q'(v) \geq \alpha \left(\text{dist}(v, V^*) \right) \geq \alpha \left(\text{dist}(p, P^*) \right).$$

Η τελευταία ανισότητα προέρχεται από το γεγονός ότι p / P^* είναι η προβολή v / V^* στο P , και η προβολή της λειτουργίας δεν είναι επεκτατική. Δεδομένου ότι το P είναι ένα περιορισμένο πολύεδρο, η απόσταση μεταξύ οποιωνδήποτε δύο σημείων στο P είναι περιορισμένη, δηλαδή $\text{dist}(p, p') \leq B$ για όλο το $p, p' \in P$ για κάποιο θετικό B . Επομένως,

$$q^* - q(p) \geq \frac{\alpha}{B} \left(\text{dist}(p, P^*) \right)^2.$$

Έστω $\mu = \alpha / B$, και η πρόταση αποδεικνύεται.

Με αυτές τις προτάσεις, έχουμε το ακόλουθο αποτέλεσμα για το σταθερό μέγεθος του βήματος.

Πρόταση 3: Για την ακολουθία $\{p[n]\}$ που παράγεται από την μέθοδο της σταδιακής υποβάθμισης με το μέγεθος του βήματος $\theta[n]$ που καθορίζεται σε κάποια θετική σταθερά θ , όπου $\theta \leq \frac{1}{2\mu}$, έχουμε

$$\left(\text{dist}(p[n+1], P^*)\right)^2 \leq (1-2\theta\mu)^{n+1} \left(\text{dist}(p[0], P^*)\right)^2 + \frac{\theta|T|^2 C^2}{2\mu} \quad \forall n. \quad (4.14)$$

Απόδειξη: Η απόδειξη γι' αυτήν την πρόταση προκύπτει από την πρόταση 1.2 και την απόδειξη της πρότασης 2.3 στο [25]. Δεδομένου ότι το διπλό πρόβλημα ικανοποιεί την πρόταση 1 (περιορισμένη υποβάθμιση), από το λήμμα 2.1 στο [25], έχουμε

$$\|p[n+1]-r\|^2 \leq \|p[n]-r\|^2 - 2\theta(q(r)-q(p[n])) + \theta^2|T|^2 C^2 \quad \forall r \in P, \quad \forall n.$$

Χρησιμοποιώντας αυτήν την σχέση με $r = p^*$ για κάθε βέλτιστο $p^* \in P^*$, βλέπουμε ότι

$$\|p[n+1]-p^*\|^2 \leq \|p[n]-p^*\|^2 - 2\theta(q^*-q(p[n])) + \theta^2|T|^2 C^2 \quad \forall r \in P, \quad \forall n, \quad (4.15)$$

και λαμβάνοντας το ελάχιστο πάνω από όλο το $p^* \in P^*$, έχουμε

$$\begin{aligned} \left(\text{dist}(p[n+1], P^*)\right)^2 &\leq \left(\text{dist}(p[n], P^*)\right)^2 - 2\theta(q^*-q(p[n])) + \theta^2|T|^2 C^2 \\ &\leq (1-2\theta\mu) \left(\text{dist}(p[n], P^*)\right)^2 + \theta^2|T|^2 C^2 \quad \forall n, \end{aligned} \quad (4.16)$$

όπου η τελευταία ανισότητα προέρχεται από την πρόταση 2. Από αυτήν την σχέση, με επαγωγή, μπορούμε να δούμε ότι

$$\left(\text{dist}(p[n+1], P^*)\right)^2 \leq (1-2\theta\mu)^{(n+1)} \left(\text{dist}(p[0], P^*)\right)^2$$

$$+\theta^2 |T|^2 C^2 \sum_{i=0}^n (1-2\theta\mu)^i \quad \forall n,$$

η όποια σε συνδυασμό με

$$\sum_{i=0}^n (1-2\theta\mu)^i \leq \frac{1}{2\theta\mu},$$

παρέχει την επιθυμητή σχέση (4.14).

Συνοψίζοντας, έχουμε δείξει ότι ο ρυθμός της σύγκλισης για την μέθοδο της σταδιακής υποβάθμισης (4.3) είναι γραμμικός για ένα αρκετά μικρό μέγεθος του βήματος. Ωστόσο, μόνο η σύγκλιση σε μια περιοχή μπορεί να εγγυηθεί για την βέλτιστη λύση του συνόλου, η οποία είναι χαρακτηριστική για τους σταθερούς κανόνες του μεγέθους του βήματος. Επιπλέον, το αποτέλεσμα μας επισημαίνει επίσης στην εξισορρόπηση μεταξύ του λάθους και της σταθεράς του ρυθμού της σύγκλισης. Όσο μικρότερη η τιμή θ , τόσο μικρότερο το μέγεθος της περιοχής, αλλά αφ' ενός, παίρνουμε μια πιο αργή σύγκλιση.

4.3.2.2 Η ανάλυση της σύγκλισης για το πρωταρχικό πρόβλημα

Όπως αναφέρεται στην ενότητα 4.3.1.1, είναι πλεόνασμα να χρησιμοποιηθεί ο αλγόριθμος A στην πράξη, δεδομένου ότι η πρωταρχική λύση της είναι πάντα εφικτή μέσω των επαναλήψεων. Δυστυχώς, λόγω της μη οριοθέτησης του z_{ij}

στη διατύπωση (4.1), είναι πολύ δύσκολο να παραχθεί ο πρωταρχικός ρυθμός της σύγκλισής του. Επομένως, σε αυτή την ενότητα, στρέφουμε το βλέμμα μας στον αλγόριθμο B, για τον οποίο παράγουμε ένα όριο στο ρυθμό της σύγκλισής του.

Αρχικά αποδεικνύουμε ότι το πρωταρχικό πρόβλημά μας (4.1) με τον περιορισμό (4.2) ικανοποιεί την κατάσταση του Slater στην πρόταση 4, κατόπιν παρουσιάζει το κύριο αποτέλεσμα του ρυθμού της σύγκλισης στην πρόταση 5.

Πρόταση 4 η κατάσταση του Slater: Υπάρχει ένα διάνυσμα $\{\bar{z}, \bar{x}\}, \{\bar{z}, \bar{x}\} \in F$ όπως ότι

$$\bar{z}_{ij} > \bar{x}_{ij}^{(t)} \quad \forall (i, j) \in A, t \in T, \quad (4.17)$$

όπου $F = \{F_z, F_x\}$ είναι το εφικτό σύνολο για την οριοθέτηση των περιορισμών για το z και η διατήρηση των περιορισμών της ροής για το x .

Απόδειξη: Για τις ιδεατές ροές, το $x_{ij}^{(t)}$, που βασίζεται στην διατήρηση του περιορισμού της ροής, υπάρχουν οι εφικτές λύσεις όπου $x_{ij}^{(t)} \leq R$ για όλα $(i, j) \in A$ και το $t \in T$. Δεδομένου ότι το ανώτερο όριο στο z_{ij} είναι $b_{ij} > R$, μπορούμε πάντα να βρούμε ένα σύνολο του z που είναι αυστηρά μεγαλύτερο από την αντιστοιχία x . Επομένως, το πρωταρχικό πρόβλημά μας ικανοποιεί την κατάσταση του Slater.

Πρόταση 5: Έστω $\{\bar{z}, \bar{x}\}$ είναι ένα διάνυσμα του Slater που ικανοποιεί την (4.17), και το C είναι το πρότυπο όριο της υποβάθμισης στην πρόταση 1, όπου καθορίζουν

$$B^* = \frac{2}{\gamma} (f(\bar{z}) - q^*) + \max \left\{ \|p[0]\|, \frac{1}{\gamma} (f(\bar{z}) - q^*) + \frac{\theta C^2}{2\gamma} + \theta C \right\},$$

όπου $\gamma = \min_{i,j \in A, t \in T} (\bar{z}_{ij}^{(t)} - \bar{x}_{ij}^{(t)})$. Εάν το σταθερό μέγεθος του βήματος θ χρησιμοποιείται στις διπλές επαναλήψεις, και ο απλός υπολογισμός του μέσου όρου που χρησιμοποιείται στην πρωταρχική ανάκτηση, δηλαδή $\mu_l[n] = 1/n$ για $l = 1, 2, \dots, n$, τότε το πρωταρχικό κόστος μετά από την νιοστή επανάληψη είναι περιορισμένο από

$$f^* - \frac{1}{\gamma} [f(\bar{z}) - q^*] \frac{B^*}{n\theta} \leq f(\tilde{z}[n]) \leq f^* + \frac{\|p[0]\|^2}{2n\theta} + \frac{\theta C^2}{2}. \quad (4.18)$$

Απόδειξη: Παράγουμε αρχικά το κατώτερο όριο στο $f(\tilde{z}[n])$ (η αριστερή πλευρά του (4.18)). Επανακαλέστε ότι στον αλγόριθμο B, $g_{ij}^{(t)}[n] = g(z_{ij}[n], x_{ij}^{(t)}[n]) = x_{ij}^{(t)}[n] - z_{ij}[n]$, και

$$p[n+1] = \max(0, p[n] + \theta g[n]) \geq p[n] + \theta g[n],$$

έχουμε

$$\theta g(z[n], x[n]) \leq p[n+1] - p[n] \quad \forall n \geq 0.$$

Επομένως, $\sum_{i=0}^{n-1} \theta g(z[i], x[i]) \leq p[n] - p[0] \leq p[n]$, όπου η τελευταία ανισότητα προκύπτει από το $p[0] \geq 0$. Από την κυρτότητα της συνάρτησης g , προκύπτει ότι

$$g(\tilde{z}[n], \tilde{x}[n]) \leq \frac{1}{n} \sum_{i=0}^{n-1} g(z[i], x[i]) = \frac{1}{n\theta} \sum_{i=0}^{n-1} \theta g(z[i], x[i]) \leq \frac{p[n]}{n\theta}.$$

Επειδή το $p[n] \geq 0$, τα θετικά στοιχεία στο $g(\tilde{z}[n], \tilde{x}[n])$ ικανοποιεί το $g(\tilde{z}[n], \tilde{x}[n])^+ \leq p[n]/n\theta$ για όλα τα $n \geq 0$. Έστω ότι το ποσό της παραβίασης του περιορισμού $(\tilde{z}[n], \tilde{x}[n])$ είναι $\|g(\tilde{z}[n], \tilde{x}[n])^+\|$, έχουμε

$$\|g(\tilde{z}[n], \tilde{x}[n])^+\| \leq \frac{\|p[n]\|}{n\theta} \quad \forall n \geq 1. \quad (4.19)$$

Λαμβάνοντας υπόψη μια διπλή βέλτιστη λύση p^* , έχουμε

$$q(p^*) = q^* \leq f(z) + (p^*)' g(z, x)$$

Για κάθε $x \in F_x$ και $z \in F_z$. Έτσι,

$$\begin{aligned} f(\tilde{z}[n]) &= f(\tilde{z}[n]) + (p^*)' g(\tilde{z}[n], \tilde{x}[n]) - (p^*)' g(\tilde{z}[n], \tilde{x}[n]) \\ &\geq q^* - (p^*)' g(\tilde{z}[n], \tilde{x}[n]). \end{aligned} \quad (4.20)$$

Επειδή $p^* \geq 0$ και $g(\tilde{x}[n], \tilde{x}[n])^+ \geq g(\tilde{x}[n], \tilde{x}[n])$, έχουμε περαιτέρω

$$-(p^*)' g(\tilde{z}[n], \tilde{x}[n]) \geq -(p^*)' g(\tilde{z}[n], \tilde{x}[n])^+ \geq -\|p^*\| \|g(\tilde{z}[n], \tilde{x}[n])^+\|. \quad (4.21)$$

Από (4.19), (4.20), και (4.21), προκύπτει ότι

$$f(\bar{z}[n]) \geq q^* - \|p^*\| \frac{\|p[n]\|}{n\theta}. \quad (4.22)$$

Δεδομένου ότι το πρωταρχικό πρόβλημά μας ικανοποιεί την κατάσταση του Slater και το διπλό πρόβλημα επαναλαμβάνεται έχοντας τις περιορισμένες υποβαθμίσεις, από το λήμμα 1 και 3 στο [19], έχουμε

$$\|p^*\| \leq \frac{1}{\gamma} (f(\bar{z}) - q^*) \quad \text{και} \quad \|p[n]\| \leq B^* \quad \forall n \geq 1,$$

όπου γ και B^* καθορίζονται στην παραπάνω πρόταση. Αντικαταστήστε αυτά τα όρια στην (4.22), και έχουμε το χαμηλότερο όριο στο $f(\bar{z}[n])$

$$f(\bar{z}[n]) \geq q^* - \frac{1}{\gamma} [f(\bar{z}) - q^*] \frac{B^*}{n\theta}.$$

Έπειτα, παράγουμε το ανώτερο όριο στο $f(\bar{z}[n])$ (δεξιά πλευρά της (4.18)). Με την κυρτότητα της $f(z)$ και τον ορισμό της $(z[n], x[n])$ ως η περιορίζουσα στο ελάχιστο της συνάρτησης του Lagrangian $f(z) + p'g(z, x)$ πάνω από το $x \in F_x$ και το $z \in F_z$, έχουμε

$$\begin{aligned} f(\bar{z}[n]) &\leq \frac{1}{n} \sum_{i=0}^{n-1} f(z[i]) \\ &= \frac{1}{n} \sum_{i=0}^{n-1} \left(f(z[i]) + p[i]' g(z[i], x[i]) \right) - \frac{1}{n} \sum_{i=0}^{n-1} p[i]' g(z[i], x[i]) \\ &= \frac{1}{n} \sum_{i=0}^{n-1} q(p[i]) - \frac{1}{n} \sum_{i=0}^{n-1} p[i]' g(z[i], x[i]) \\ &\leq q^* - \frac{1}{n} \sum_{i=0}^{n-1} p[i]' g(z[i], x[i]). \end{aligned} \quad (4.23)$$

Από το $p[n+1] = [p[n] + \theta g[n]]^+$, χρησιμοποιώντας την μη επεκτατική ιδιότητα της προβολής και το γεγονός ότι το 0 είναι στην εφικτή περιοχή του διπλού προβλήματος της (4.5), έχουμε

$$\|p[i+1]\|^2 \leq \|p[i]\|^2 + 2\theta p[i]' g[i] + \theta^2 \|g[i]\|^2.$$

Από το $g[i] = g(z[i], x[i])$, λαμβάνουμε περαιτέρω

$$-p[i]' g(z[i], x[i]) \leq \frac{\|p[i]\|^2 - \|p[i+1]\|^2 + \theta^2 \|g(z[i], x[i])\|^2}{2\theta}, \quad 0 \leq i \leq n-1.$$

Αθροίζοντας κατά $i = 0, 1, \dots, n-1$, και συνδυάζοντας την με την (4.23), έχουμε

$$\begin{aligned} f(\tilde{z}[n]) &\leq q^* + \frac{\|p[0]\|^2 - \|p[n]\|^2}{2n\theta} + \frac{\theta}{2n} \sum_{i=0}^{n-1} \|g(z[i], x[i])\|^2 \quad (4.24) \\ &\leq q^* + \frac{\|p[0]\|^2}{2n\theta} + \frac{\theta C^2}{2} \quad \forall n \geq 1. \end{aligned}$$

Συνδυάζοντας την (4.22) και την (4.24), έχουμε την επιθυμητή σχέση

Αυτή η πρόταση δείχνει ότι όταν χρησιμοποιεί το σταθερό μέγεθος του βήματος, οι πρωταρχικές λύσεις συγκλίνουν σε μια περιοχή της βέλτιστης λύσης με τον ρυθμό $O(1/n)$. Σημειώστε ότι υπάρχει μια εξισορρόπηση μεταξύ του μεγέθους της περιοχής και του ρυθμού της σύγκλισης. Εάν θέλουμε την πρωταρχική λύση για να είμαστε κοντά στη βέλτιστη, πρέπει να επιλέξουμε ένα μικρό μέγεθος του βήματος, αλλά αυτό θα καθιστούσε τον ρυθμό της σύγκλισης πολύ αργό. Αυτό είναι ένα χαρακτηριστικό πρόβλημα με τη χρησιμοποίηση του σταθερού μεγέθους του βήματος, και στις προσομοιώσεις μας, αποφεύγουμε αυτήν την κατάσταση χρησιμοποιώντας την μείωση του μεγέθους του βήματος.

4.3.3 Η αρχικοποίηση και η ανάκτηση της πρωταρχικής λύσης

Προκειμένου να βελτιωθεί η απόδοση της σύγκλισης της υποβάθμισης του αλγόριθμου, εισάγουμε κάποια ευρετικά για τα βήματα 1 και 4 στον αλγόριθμο που παρουσιάζεται στην ενότητα 4.3.1.2. Συγκεκριμένα, προτείνουμε διάφορες

μεθόδους για την αρχικοποίηση του διπλού διανύσματος $p[0]$, και για την ανάκτηση των πρωταρχικών λύσεων $\{\tilde{x}[n]\}$ και για τα στατικά και τα δυναμικά ασύρματα δίκτυα.

4.3.3.1 Τα στατικά δίκτυα

Αρχίζουμε με τα στατικά δίκτυα, όπου η τοπολογία του δικτύου καθορίζεται σε όλη την πολυεκπομπή. Εισάγουμε αρχικά έναν απλό τρόπο για την αρχικοποίηση των διπλών μεταβλητών.

- **Η τεχνική υπολογισμού της μέσης τιμής της μεθόδου** - Ο απλούστερος τρόπος να παραχθούν οι εφικτές αρχικές τιμές για τις διπλές μεταβλητές είναι να οριστεί το $p_{ij}^{(t)} = s_{ij} / N_T$ για όλα τα $t \in T$ και όλα τα $(i, j) \in A$. Αυτή η μέθοδος είναι χρήσιμη στα στατικά δίκτυα δεδομένου ότι καμία προηγούμενη πληροφορία του προβλήματος της πολυεκπομπής δεν είναι διαθέσιμη στους κόμβους. Για την ανάκτηση της πρωταρχικής λύσης του $\tilde{x}[n]$, έχουμε τις ακόλουθες δύο επιλογές.
- **Η βασική πρωταρχική ανάκτηση** - Αυτή είναι η ανάκτηση της μεθόδου που παρουσιάζεται στο βήμα 4 στην ενότητα 4.3.1 με τον απλό υπολογισμό του μέσου όρου.
- **Η τροποποιημένη πρωταρχική ανάκτηση** - Χρησιμοποιώντας την βασική πρωταρχική ανάκτηση της μεθόδου, παρατηρήσαμε στις προσομοιώσεις ότι το κόστος της πολυεκπομπής ξεκινά με μια υψηλή τιμή, και τότε συγκλίνει αργά στη βέλτιστη τιμή μέσω των επαναλήψεων. Ένας λόγος για την αργή σύγκλιση είναι ότι ανακτάται με τον υπολογισμό του μέσου όρου των τιμών $x[n]$ από όλες τις επαναλήψεις. Η επίδραση των πρώτων επαναλήψεων υψηλού κόστους παίρνει έναν μεγάλο αριθμό επαναλήψεων που αραιώνουν αργότερα. Ένας ευρετικός τρόπος για να βελτιωθεί ο ρυθμός της σύγκλισης είναι να απορριφθούν αυτές οι «κακές» πρωταρχικές λύσεις μετά από κάποιο χρόνο, και να υπολογιστεί κατά μέσο όρο από τον πιο πρόσφατο αριθμό N_a επαναλήψεων στην ανάκτηση της πρωταρχικής λύσης.

4.3.3.2 Τα δυναμικά δίκτυα

Σε αντίθεση με τη στατική υπόθεση, πολλά ασύρματα δίκτυα έχουν τις τοπολογίες οι οποίες είναι δυναμικές. Όποτε μια αλλαγή της τοπολογίας εμφανίζεται, πρέπει να επανεκκινήσουμε τον κατανεμημένο αλγόριθμο, ως το υπογράφημα που χρησιμοποιείται για την πολυεκπομπή πριν από την αλλαγή της τοπολογίας που ίσως έχει γίνει ανέφικτη. Σε τέτοιες περιπτώσεις, όλες οι μέθοδοι που συζητήθηκαν στην προηγούμενη ενότητα για την αρχικοποίηση της διπλής μεταβλητής και την ανάκτηση της πρωταρχικής λύσης ισχύουν ακόμα. Ωστόσο, δεδομένου ότι η διαφορά μεταξύ των βέλτιστων λύσεων στο πρόβλημα της πολυεκπομπής πριν και μετά από τις αλλαγές είναι συνήθως μικρή, πρέπει να χρησιμοποιήσουμε τις λύσεις \hat{x} και \hat{p} πριν από τις αλλαγές της τοπολογίας στις νέες επαναλήψεις για να βελτιώσουμε τον ρυθμό της σύγκλισης. Προτείνουμε επιπλέον μεθόδους για να αρχικοποιήσουμε το p και να ενημερώσουμε το \tilde{x} που χρησιμοποιούν αυτές τις παλαιές πληροφορίες.

Για την αρχικοποίηση της διπλής μεταβλητής, παρουσιάζουμε δύο πρόσθετα ευρετικά.

- **Η μέθοδος της κλιμάκωσης** – Σε αυτήν την μέθοδο, κάθε κόμβος i ανιχνεύει το σύνολο των εξερχόμενων συνδέσεων του στο A' . Εάν μια σύνδεση (i, j) είναι μια υπάρχουσα σύνδεση στο \hat{A}' πριν από την αλλαγή της τοπολογίας, η κλίμακα στις $\{\hat{p}_{ij}^{(t)}\}$ τιμές έτσι ώστε να ικανοποιούν τους νέους διπλούς περιορισμούς. Συγκεκριμένα, υποδηλώνοντας το $\sum_{t \in T} \hat{p}_{ij}^{(t)} = \hat{s}_{ij}$, ορίζουμε

$$p_{ij}^{(t)} = \hat{p}_{ij}^{(t)} x \frac{s_{ij}}{\hat{s}_{ij}}.$$

Αφ' ενός, εάν η σύνδεση (i, j) είναι μια νέα σύνδεση μετά από την αλλαγή της τοπολογίας, χρησιμοποιούμε απλά

$$p_{ij}^{(t)} = s_{ij} / |T|.$$

- **Η μέθοδος της προβολής** – Σε αυτήν την μέθοδο, χρησιμοποιούμε ένα ενδιάμεσο \tilde{P} που δίνεται από

$$\tilde{p}_{ij}^{(t)} = \begin{cases} \tilde{p}_{ij}^{(t)} & \text{εάν } (i,j) \text{ είναι μια παλιά σύνδεση,} \\ 0 & \text{εάν } (i,j) \text{ είναι μια νέα σύνδεση.} \end{cases}$$

Μπορούμε να προβάλουμε τότε αυτό το \tilde{P} πάνω στη νέα εφικτή περιοχή του διπλού προβλήματος χρησιμοποιώντας την (4.11) για να λάβουμε ένα αρχικό σημείο P για τον αποκεντρωμένο αλγόριθμο.

Στην πρωταρχική πλευρά, παρατηρούμε ότι εφ' όσον δεν ήταν καμία αφαιρούμενη σύνδεση στο υπογράφημα της πολυεκπομπής που χρησιμοποιήθηκε πριν από την αλλαγή της τοπολογίας, οι παλιές τιμές $\{\hat{x}[n]\}$ από τις προηγούμενες επαναλήψεις ισχύουν ακόμα στο πλαίσιο της νέας τοπολογίας. Έτσι, μπορούν να χρησιμοποιηθούν στην ανάκτηση της τρέχουσας πρωταρχικής βέλτιστης λύσης. Με βάση αυτήν την παρατήρηση προτείνουμε τα ακόλουθα ευρετικά για την ανάκτηση της πρωταρχική λύσης.

- **Η “Look-back” της πρωταρχικής ανάκτησης** - Όταν εμφανίζεται μια αλλαγή της τοπολογίας, κάθε κόμβος ελέγχει εάν οποιαδήποτε από τις συνδέσεις της που χρησιμοποιούνται στην πολυεκπομπή αφαιρείται εξ αιτίας της αλλαγής της τοπολογίας. Εάν ναι, στέλνει ένα σήμα σε όλους τους κόμβους, και το $\{\tilde{x}[n]\}$ υπολογίζεται με βάση μόνο στις νέες τιμές $\{x[n]\}$ όπως στην βασική πρωταρχική ανάκτηση της μεθόδου που φαίνεται παραπάνω. Αφ' ενός, εάν καμία σύνδεση δεν αφαιρείται, ο υπολογισμός του μέσου όρου γίνεται με τις επαναλήψεις N_a πριν και μετά από την αλλαγή της τοπολογίας. Η υπόθεση ότι οι κόμβοι μπορούν να ενημερωθούν από την αφαίρεση μιας ενεργής σύνδεσης μέσα σε μια επανάληψη είναι λογική, δεδομένου ότι, σε κάθε επανάληψη, ο κατανεμημένος αλγόριθμος Bellman–Ford χρησιμοποιείται για να υπολογίσει το $x[n]$ και η αποστολή ενός τέτοιου σήματος σε όλους τους κόμβους πρέπει να πάρει τον λιγότερο χρόνο από τον τρέχοντα κατανεμημένο αλγόριθμο Bellman–Ford.

4.3.4 Τα αποτελέσματα της προσομοίωσης

4.3.4.1 Τα στατικά δίκτυα

Χρησιμοποιούμε το ασύρματο πρότυπο του δικτύου που παρουσιάζεται στην ενότητα 4.2.2 για τις προσομοιώσεις μας, επειδή τα ασύρματα δίκτυα είναι μια πρωταρχική εφαρμογή για την κωδικοποίηση του δικτύου. Τα τυχαία ασύρματα δίκτυα οργανώνονται σ' ένα τετράγωνο 10×10 μ' έναν ρυθμό συνδετικότητας $r=3$. Τρέχουμε τον κατανεμημένο αλγόριθμο για να καθορίσουμε την ελάχιστη ενέργεια του υπογραφήματος σε αυτά τα δίκτυα για τις συνδέσεις της πολυεκπομπής με τον ρυθμό της μονάδας. Εδώ, η ενέργεια που απαιτείται για να εκπέμψει στον ρυθμό της μονάδας σε μια απόσταση d λαμβάνεται για να είναι d^2 . Υποθέτουμε ότι δεν υπάρχει καμία σύγκρουση ή παρεμβολή στο δίκτυο. Τα αποτελέσματα της προσομοίωσης έδειξαν ότι η πρότυπη μέθοδος της υποβάθμισης έχει έναν καλύτερο χρόνο σύγκλισης σε σύγκριση με την μέθοδο της σταδιακής υποβάθμισης, έτσι, σε αυτή την ενότητα, παρουσιάζουμε μόνο τα αποτελέσματα για την πρότυπη μέθοδο για τον αλγόριθμο A.

Το σχήμα 4.3 παρουσιάζει την μέση απόδοση της σύγκλισης για τους προτεινόμενους αλγόριθμους για τα δίκτυα με 30/50 κόμβων και 4/8 τερματικών στην πολυεκπομπή. Τα μεγέθη του βήματος που χρησιμοποιούνται στη μέθοδο της υποβάθμισης είναι $\theta[n]=n^{-a}$ με $a=0.8$ για $n=0,1,\dots$. Για την μέθοδο της τροποποιημένης πρωταρχικής ανάκτησης, η παράμετρος N_a τίθεται 30. Όπως μπορούμε να δούμε, οι δύο πρωταρχικές καμπύλες του κόστους συμπίπτουν για τις πρώτες 30 επαναλήψεις, και μετά ότι, η τροποποιημένη μέθοδος συγκλίνει στη βέλτιστη τιμή γρηγορότερα από την βασική μέθοδο.

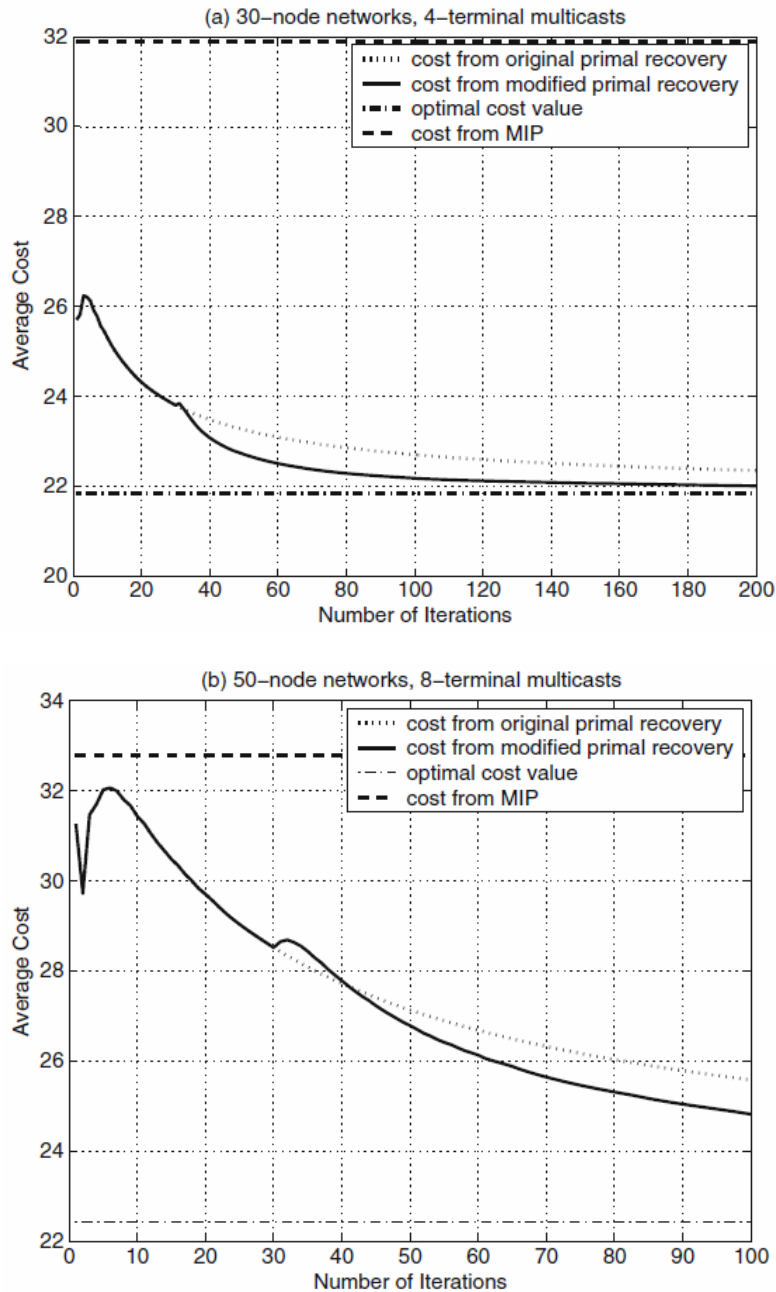
Για να συγκρίνουμε την απόδοση του προτεινόμενου συστήματος με το κόστος της πολυεκπομπής όταν δεν χρησιμοποιείται η κωδικοποίηση του δικτύου, χρησιμοποιούμε τον αλγόριθμο της πολυεκπομπής της σταδιακής ισχύος (MIP) που περιγράφεται στο [23], ο οποίος είναι ένας κεντρικός ευρετικός αλγόριθμος για να εκτελέσει την ελάχιστη ενέργεια της πολυεκπομπής στα ασύρματα δίκτυα. Για την ίδια ρύθμιση, το μέσο κόστος των τιμών της πολυεκπομπής δίνεται από τον αλγόριθμο MIP που παρουσιάζεται επίσης στο σχήμα 4.3. Όπως μπορεί να δει κανείς, και στις δύο

περιπτώσεις, ακόμη και οι αρχικές τιμές υψηλού κόστους από τους κατανεμημένους αλγόριθμους μας είναι χαμηλότερες από εκείνες από τον κεντρικό αλγόριθμο MIP. Επιπλέον, σε λιγότερες από 50 επαναλήψεις, το κόστος της πολυεκπομπής χρησιμοποιώντας την τροποποιημένη πρωταρχική ανάκτηση είναι 5% υψηλότερο από τη βέλτιστη τιμή. Επομένως, σ' έναν μικρό αριθμό επαναλήψεων, οι αποκεντρωμένοι αλγόριθμοι της βελτιστοποίησης του υπογραφήματος παρέχουν τις λύσεις στο πρόβλημα της πολυεκπομπής με την ενέργεια που είναι σημαντικά χαμηλότερη από την πολυεκπομπή χωρίς την κωδικοποίηση του δικτύου ακόμα κι αν ένα κεντρικό σύστημα χρησιμοποιείται.

Για να έχουμε μια αίσθηση για το πώς ο αλγόριθμος B θα είχε αποδώσει στο παραπάνω σχέδιο, παρατηρούμε στο σχήμα 4.3 (a) ότι μετά από 200 επαναλήψεις, το κόστος της διαφοράς μεταξύ του αλγόριθμου A και της βέλτιστης τιμής είναι περίπου 0.5. Για τον αλγόριθμο B για να φθάσει σε μια περιοχή των βέλτιστων λύσεων αυτού του μεγέθους, το βηματικό μέγεθος πρέπει να είναι μικρότερο από 0.016 ακόμα κι αν χρησιμοποιούμε ένα πολύ μικρό $C = 5$. Με αυτό το βηματικό μέγεθος, ο αλγόριθμος B θα έπαιρνε χιλιάδες επαναλήψεις για να φθάσει όπου ο αλγόριθμος B είναι σε 200 βήματα. Επομένως, για όλες τις προσομοιώσεις μας, θα χρησιμοποιήσουμε μόνο τον αλγόριθμο A.

4.3.4.2 Τα δυναμικά δίκτυα

Για να επεξηγήσουμε την απόδοση των αλγορίθμων μας στα δυναμικά δίκτυα, χρησιμοποιούμε τα τυχαία δίκτυα με τους κινητούς κόμβους. Το μοντέλο της κινητικότητας που χρησιμοποιείται στις προσομοιώσεις μας είναι το τυχαίο μοντέλο της κινητικότητας της κατεύθυνσης [27], όπου κάθε κόμβος επιλέγει μια τυχαία κατεύθυνση μεταξύ $[0, 2\pi]$ και μια τυχαία ταχύτητα μεταξύ [ελάχιστη ταχύτητα, μέγιστη ταχύτητα]. Ένας κόμβος ταξιδεύει στα σύνορα της περιοχής της προσομοίωσης σε αυτή την κατεύθυνση, τότε επιλέγει τυχαία μια άλλη έγκυρη κατεύθυνση και ταχύτητα, και συνεχίζει τη διαδικασία. Σημειώστε ότι οι αλγόριθμοί μας ισχύουν σε όλα τα μοντέλα της κινητικότητας, και έχουμε επιλέξει ένα συγκεκριμένο για την απλότητά της.



Σχήμα 4.3: Το μέσο κόστος του τυχαίου 4/8-τερματικού των πολυεκπομπών στα 30/50-κόμβου στα ασύρματα δίκτυα, που χρησιμοποιούν τους αποκεντρωμένους αλγορίθμους στην βελτιστοποίηση του υπογραφήματος και τον κεντρικό αλγόριθμο MIP. Για την μέθοδο της τροποποιημένης πρωταρχικής ανάκτησης, $N_a = 30$.

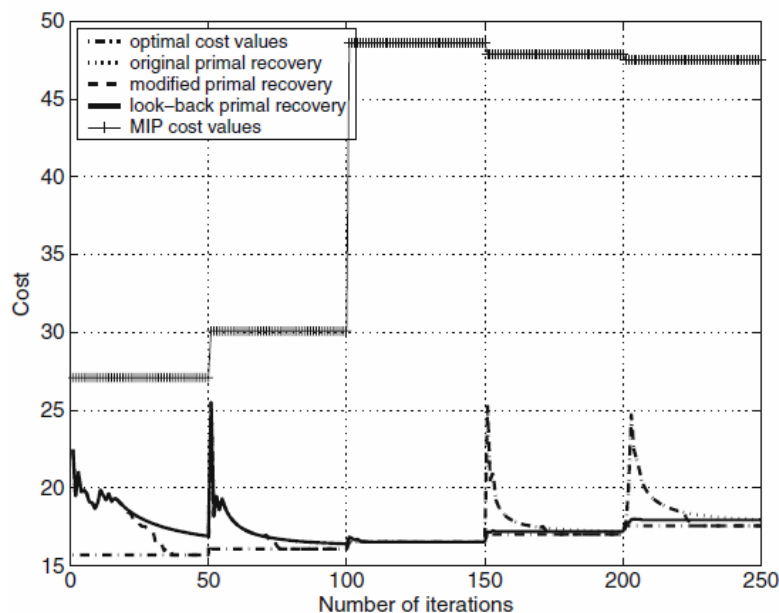
Στις μελέτες μας, υποθέτουμε ότι οι κόμβοι ταξιδεύουν με μια ταχύτητα που είναι αργή σε σχέση με τον κόμβο του υπολογισμού της ταχύτητας και τον ρυθμό της εκπομπής της σύνδεσης. Σε τέτοιες περιπτώσεις, εξετάζουμε τη μετακίνηση των κόμβων στα μικρά διακριτά βήματα, και ανάμεσα σε κάθε βήμα, το σύνολο των συνδέσεων στο δίκτυο και τα κόστη τους θεωρούνται σταθερά. Αναφερόμαστε στην περίοδο μεταξύ δύο διακριτών βημάτων ως μια «στατική περίοδος,» και έστω ότι ο αριθμός των επαναλήψεων της βελτιστοποίησης του υπογραφήματος που εκτελούνται σε κάθε στατική περίοδο να είναι N_S .

Τρέξαμε τις προσομοιώσεις για τις διάφορες μεθόδους που παρουσιάστηκαν στην ενότητα 4.3.1. Για την αρχικοποίηση της διπλής μεταβλητής, παρουσιάζουμε μόνο τα αποτελέσματα με βάση την προβολή της μεθόδου, δεδομένου ότι δίνει την καλύτερη απόδοση. Εδώ, κάθε κόμβος έχει μια τυχαία ταχύτητα στο διάστημα $[0, 0.1]$ μονάδες / στατική περίοδο. Επιλέγουμε αυτήν την περιοχή επειδή τα μέτρα που λαμβάνονται από τους κόμβους με τέτοιες ταχύτητες είναι σχετικά μικρά σε σύγκριση με το r , και η υπόθεσή μας ότι το δίκτυο είναι στατικό μεταξύ των βημάτων ισχύει. Επίσης, αυτό είναι μια σχετική ταχύτητα των κόμβων όσον αφορά τη στατική περίοδο, και μπορούμε να διαφοροποιήσουμε το N_S για να προσομοιώσουμε τις διαφορετικές πραγματικές ταχύτητες των κόμβων.

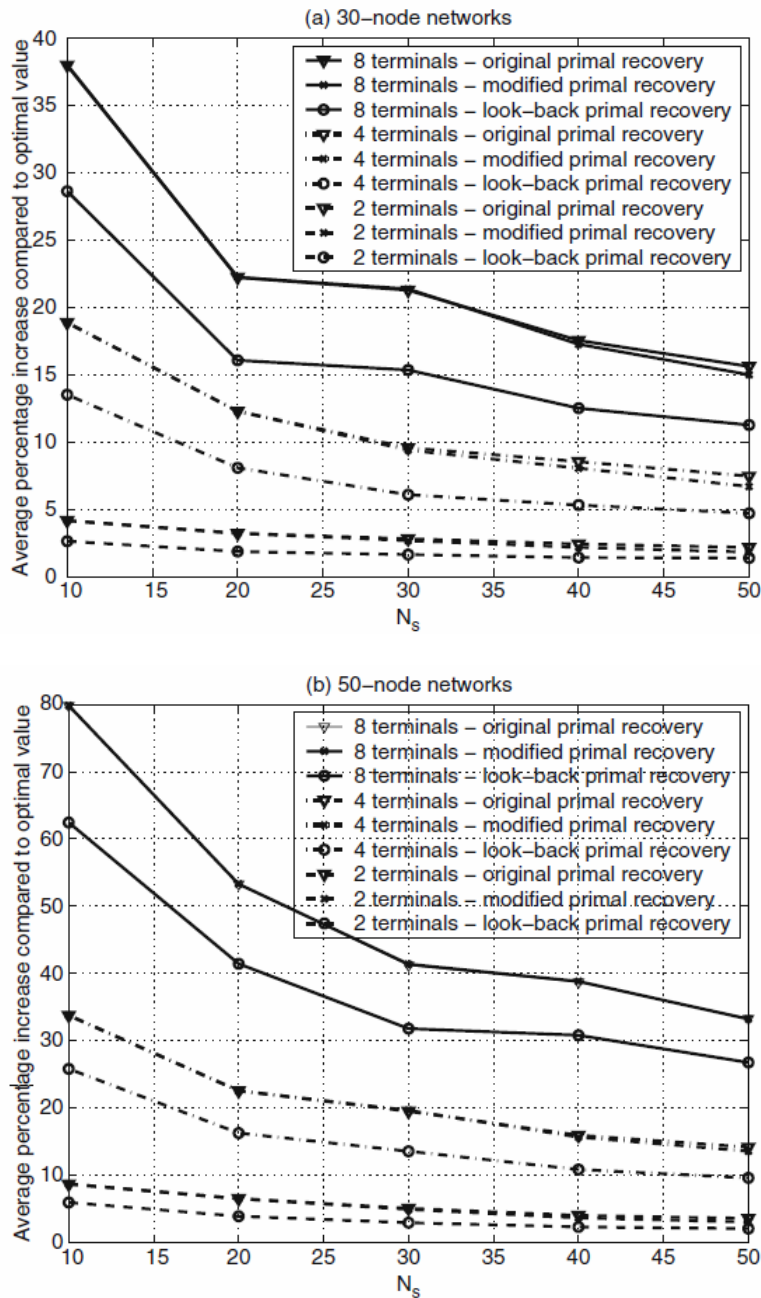
Για να επεξηγήσει τη χαρακτηριστική απόδοση του συστήματος της βελτιστοποίησης του υπογραφήματος σ' ένα κινητό ασύρματο δίκτυο, στο σχήμα 4.4 παρουσιάζει τα κόστη για κάθε επανάληψη για μια υπόσταση του προβλήματος της πολυεκπομπής. Όπως ήταν αναμενόμενο, εάν γεμίσουμε τη μνήμη $\{\hat{x}[n]\}$ στο τέλος κάθε στατικής περιόδου, και αρχίζουμε τη συσσώρευση για το πρωταρχικό κόστος εκ νέου, το κόστος της πολυεκπομπής είναι πολύ δύσκολο. Αφ' ενός, εάν οι παλαιές $\{\hat{x}[n]\}$ τιμές χρησιμοποιούνται όταν είναι εφικτές, το πρωταρχικό κόστος είναι συνήθως πολύ ομαλότερο. Φυσικά, εάν η μετακίνηση του κόμβου καθιστά τις παλαιές $\{\hat{x}[n]\}$ τιμές ανέφικτες, δεν έχουμε καμία επιλογή αλλά για να αρχίσουμε εκ νέου, και οι καμπύλες για την βασική πρωταρχική ανάκτηση και την αναπόληση της πρωταρχικής ανάκτησης συμπίπτουν (όπως στη δεύτερη στατική περίοδο στο σχήμα 4.4).

Στο σχήμα 4.5, παρουσιάζουμε τα αποτελέσματα της προσομοίωσης κάτω από το διαφορετικό δίκτυο και τις ρυθμίσεις της πολυεκπομπής, και για τους κόμβους με τις διαφορετικές ταχύτητες. Η παράμετρος N_a που χρησιμοποιείται στην τροποποιημένη πρωταρχική ανάκτηση τίθεται 20. Κατ' αρχάς,

συγκρίνουμε την απόδοση των τριών επιλογών για να ανακτήσουν τις πρωταρχικές λύσεις. Σύμφωνα με τις ίδιες ρυθμίσεις, η “αναπόληση” της πρωταρχικής ανάκτησης δίνει το χαμηλότερο μέσο κόστος, που ακολουθείται από την τροποποιημένη και την βασική πρωταρχική ανάκτηση. Επίσης παρατηρούμε ότι όταν χρησιμοποιούνται οι ίδιες μέθοδοι, όσο γρηγορότερες είναι οι κινήσεις του κόμβου, τόσο υψηλότερο είναι το μέσο πρωταρχικό κόστος, εξ αιτίας της έλλειψης του χρόνου για τον αλγόριθμο για να συγκλίνει. Επίσης, ένα δίκτυο με περισσότερους κόμβους ή μιας πολυεκπομπής με περισσότερα τερματικά καθιστά τη σύγκλιση του αποκεντρωμένου αλγόριθμου πιο αργή, και έτσι τα αποτελέσματα είναι στο υψηλότερο μέσο πρωταρχικού κόστους.



Σχήμα 4.4: Το κόστος μιας τυχαίας πολυεκπομπής τεσσάρων τερματικών σ' ένα κινητό ασύρματο δίκτυο 30 κόμβων, με $N_S = 50$, κάτω από τους διάφορους αλγόριθμους. Για την μέθοδο της τροποποιημένης πρωταρχικής ανάκτησης, χρησιμοποιήσαμε $N_a = 20$ και, για την μέθοδο της αναπόλησης της πρωταρχικής ανάκτησης, χρησιμοποιήσαμε $N_a = 50$.



Σχήμα 4.5: Η πρόσθετη ενέργεια που απαιτείται για τις πολυεκπομπές στα κινητά ασύρματα δίκτυα που χρησιμοποιούν το αποκεντρωμένο υπογράφημα της βελτιστοποίησης του συστήματος όσο αφορά στο ποσοστό της βέλτιστης τιμής.

Τα αποτελέσματα της προσομοίωσης έχουν δείξει ότι το σύστημα της βελτιστοποίησης του αποκεντρωμένου υπογραφήματος είναι ισχυρό στα κινητά ασύρματα δίκτυα όταν οι κόμβοι κινούνται αργά σε σχέση με τον υπολογισμό και τον ρυθμό ανταλλαγής των μηνυμάτων στους κόμβους. Κατά μέσον όρο, μπορεί να ακολουθήσει τις αλλαγές στη βέλτιστη τιμή στενά, και, στις περισσότερες περιπτώσεις, απαιτεί τη χαμηλότερη ενέργεια για την

πολυεκπομπή από MIP ακόμα κι αν οι κόμβοι είναι κινητοί και ο υπολογισμός γίνεται σε κάθε κόμβο μ' έναν κατανεμημένο τρόπο.

4.4 Ελαχίστου κόστους αλγόριθμοι του υπογραφήματος για τις δυναμικές πολυεκπομπές

Για το πρόβλημα της δυναμικής πολυεκπομπής, υπάρχουν δύο ακραίες περιπτώσεις. Από την μια πλευρά, μπορούμε απλά να βρούμε το νέο βέλτιστο υπογράφημα όποτε υπάρχει μια ενημέρωση στην ομάδα της πολυεκπομπής, και να αντικαθίσταμε το υπάρχον υπογράφημα με αυτό το νέο. Σε αυτήν την περίπτωση, οι χρήστες στην ομάδα θα αντιμετωπίσουν πολλές διακοπές, αλλά το κόστος της πολυεκπομπής κρατιέται πάντα ελάχιστο. Από την άλλη πλευρά, μπορούμε να επιβάλουμε ότι καμία σύνδεση ή επαναδιευθέτηση του κώδικα δεν επιτρέπεται για όλους τους υπάρχοντες χρήστες σε όλη την σύνοδο της πολυεκπομπής. Σε αυτήν την περίπτωση, οι χρήστες απολαμβάνουν τις συνεχείς υπηρεσίες αλλά, γενικά, το υπογράφημα που χρησιμοποιείται θα παρεκκλίνει περαιτέρω και πιο μακριά από τη βέλτιστη. Σε αυτή την ενότητα, παρουσιάζουμε έναν αλγόριθμο για να λύσουμε την μη επαναδιευθετήσιμη έκδοση του προβλήματος της δυναμικής πολυεκπομπής, και τους τρεις αλγόριθμους για την επαναδιευθετήσιμη έκδοση. Τα αποτελέσματα της προσομοίωσης δείχνουν ότι ένας από τους επαναδιευθετήσιμους αλγόριθμους που προτείνουμε, ο αλγόριθμος α -Scaled, μπορεί να χρησιμοποιηθεί για να επιτευχθεί μια μέση ισορροπία μεταξύ του κόστους και της συχνότητας των διαταραχών του χρήστη μ' έναν κατανεμημένο τρόπο. Αν και παρουσιάζουμε τους αλγόριθμους μας με βάση τα ενσύρματα δίκτυα, μπορούν να επεκταθούν εύκολα και στα ασύρματα δίκτυα.

4.4.1 Μη επαναδιευθετήσιμος αλγόριθμος

Για την απλότητα, υποθέτουμε ότι ο ρυθμός της πολυεκπομπής είναι χαμηλότερος από την χωρητικότητα των συνδέσεων, η οποία γενικά είναι η περίπτωση στα τρέχοντα ενσύρματα δίκτυα. Σε μια σύνοδο της πολυεκπομπής, ένας πηγαίος κόμβος s εκπέμπει σε μια ομάδα τερματικών κόμβων T , και η ομάδα αλλάζει με την πάροδο του χρόνου. Αναφερόμαστε σε κάθε αλλαγή στα μέλη της ομάδας της πολυεκπομπής (είτε μια προσθήκη είτε

μια αφαίρεση ενός τερματικού κόμβου) ως *ένα επιγραμμικό βήμα*. Το μοντέλο του δικτύου και η διατύπωση του προβλήματος είναι η ίδια με αυτήν στην ενότητα 4.2.1. Αυτό το πρόβλημα LP (4.1) μπορεί να λυθεί με διάφορες μεθόδους, και κεντρικά (π.χ., η μονόδρομη μέθοδος) και καταναμημένα (π.χ., η μέθοδος της υποβάθμισης στην ενότητα 4.3.1). Για το υπόλοιπο αυτού του κεφαλαίου, υποδηλώνουμε κάθε κεντρικό / καταναμημένο αλγόριθμο που λύνει το πρόβλημα LP ως LP_{cent} / LP_{dist} , αντίστοιχα.

Για το πρόβλημα της δυναμικής πολυεκπομπής, το υπογράφημα της αρχικής πολυεκπομπής έχει συσταθεί από την επίλυση της (4.1). Εάν επιτρέψουμε την πλήρη επαναδιευθέτηση, μπορούμε απλά να λύσουμε αυτό το πρόβλημα πάλι σε κάθε επιγραμμικό βήμα. Ωστόσο, για να λύσουμε την μη επαναδιευθετήσιμη έκδοση του προβλήματος της δυναμικής πολυεκπομπής, πρέπει να αποτρέψουμε τις επαναδιευθετήσεις της σύνδεσης και του κώδικα από το να συμβούν. Για να αντιμετωπίσουμε την απαίτηση της επαναδιευθέτησης για την μη εμφανιζόμενη σύνδεση, πρέπει βασικά να σιγουρευτούμε ότι οι υπάρχοντες χρήστες χρησιμοποιούν ακόμα την ίδια διαδρομή για την πολυεκπομπή όταν το καθορισμένο T αλλάζει με την πάροδο του χρόνου. Αυτό μπορεί να επιτευχθεί με την ρύθμιση του κόστους των συνδέσεων στο τρέχον υπογράφημα G_c στο μηδέν. Εάν η χωρητικότητα μιας σύνδεσης είναι μεγαλύτερη από τον ρυθμό που χρησιμοποιείται για την πολυεκπομπή, τότε η σύνδεση είναι χωρισμένη σε δύο ιδεατές συνδέσεις, μια με την χωρητικότητα που είναι ίση με τον ρυθμό που χρησιμοποιείται για την πολυεκπομπή και με μηδενικό κόστος και η άλλη με την υπόλοιπη χωρητικότητα και το κόστος είναι αμετάβλητο. Παραδείγματος χάριν, εάν η σύνδεση (i, j) έχει την χωρητικότητα $c_{ij} = 2$ και τον ρυθμό της ροής $z_{ij} = 1$ για την πολυεκπομπή, τότε οι κόμβοι i και j μεταχειρίζονται τη σύνδεση (i, j) ως δύο παράλληλες συνδέσεις με τις χωρητικότητες 1 για κάθε μια, και μια από αυτές έχει το κόστος 0, και η άλλη έχει το κόστος a_{ij} . Μετά από αυτό, το υπογράφημα της τρέχουσας πολυεκπομπής γίνεται «ελεύθερο», και κάνοντας τη βελτιστοποίηση σε αυτήν την νέα ανάθεση του κόστους πάντα θα οδηγεί στη χρησιμοποίηση της ίδιας διαδρομής για να εξυπηρετήσει τους υπάρχοντες χρήστες στο νέο υπογράφημα. Επομένως, οι επαναδιευθετήσεις της σύνδεσης αποφεύγονται.

Ένα πρόβλημα με την παραπάνω μέθοδο είναι ότι κάποιες συνδέσεις δεν είναι απαραίτητες για το νέο σύνολο του τερματικού που θα μπορούσαν να περιλαμβάνονται στο νέο υπογράφημα μετά από μια αφαίρεση ενός τερματικού. Αυτό οφείλεται στο γεγονός ότι όλες οι συνδέσεις του παλαιού υπογραφήματος είναι δωρεάν, και κάποιες από αυτές τις συνδέσεις ακόμα περιλαμβάνονται στη λύση του προβλήματος LP ακόμα κι αν δεν είναι

απαραίτητες στην εκτέλεση της πολυεκπομπής στο νέο σύνολο του τερματικού. Για να λύσουμε αυτό το πρόβλημα, αντί για την ρύθμιση των δαπανών τους σε 0, μπορούμε να θέσουμε το κόστος των χρησιμοποιημένων συνδέσεων με μια μικρή τιμή ϵ , έτσι ώστε καμία επιπλέον σύνδεση δεν θα περιλαμβάνεται στη βέλτιστη λύση, και, ταυτόχρονα, οι χρησιμοποιημένες συνδέσεις είναι ακόμα σχεδόν δωρεάν σε σύγκριση με τις άλλες συνδέσεις.

Όσον αφορά τις επαναδιευθετήσεις του κώδικα, θέλουμε να αποτρέψουμε τη χρήση των νέων συνδέσεων που πηγαίνουν στους υπάρχοντες κόμβους του υπογράφηματος. Για να γίνει αυτό, κάθε κόμβος στο υπογράφημα μπορεί να ανιχνεύσει μέσω των εισερχόμενων συνδέσεών του, και να θέτει το κόστος αυτών των αχρησιμοποίητων συνδέσεων με μια πολύ μεγάλη τιμή, M . Πάλι, εάν η χωρητικότητα μιας εισερχόμενης σύνδεσης δεν χρησιμοποιείται πλήρως κατά το τρέχον υπογράφημα, μπορούμε να το χωρίσουμε σε δύο παράλληλες ιδεατές συνδέσεις όπως παραπάνω. Αυτοί οι κόμβοι στέλνουν στη συνέχεια τα νέα κόστη των εισερχόμενων συνδέσεών τους μέσω των άκρων των αντίστοιχων κόμβων, και τα νέα υψηλά κόστη μπορούν να αποτρέψουν αυτές τις συνδέσεις από το να χρησιμοποιηθούν.

Αφού κάνουμε αυτές τις αλλαγές στα κόστη της σύνδεσης, όταν ένα επιγραμμικό βήμα συμβαίνει, μπορούμε απλά να τρέξουμε στο LP_{dist} πάλι με τα νέα κόστη, και να λάβουμε ένα εφικτό υπογράφημα για την νέα ομάδα της πολυεκπομπής χωρίς επαναδιευθετήσεις της σύνδεση ή του κώδικα. Αυτός ο αλγόριθμος συνοψίζεται στο σχήμα 4.6.

```

node i
nodeUsed = 0
for all (j,i) ∈ A
  if (j,i) ∈ Gc
    aji = ε
    nodeUsed = 1
  end
end
if nodeUsed = 1
  for all (j,i) ∈ A
    if (j,i) ∈ Gc    aji = M
  end
end
call LPdist

```

Σχήμα 4.6: Ο μη επαναδιευθετήσιμος αλγόριθμος.

Ο παραπάνω αλγόριθμος μπορεί να είναι περίπλοκος λόγω του διαχωρισμού των φυσικών συνδέσεων στις παράλληλες ιδεατές συνδέσεις. Αυτό απαιτεί περισσότερη επεξεργασία στους κόμβους και περισσότερο συντονισμό μεταξύ των ακραίων κόμβων των συνδέσεων. Επιπλέον, στη μη επαναδιευθετήσιμη λύση του προβλήματος της δυναμικής πολυεκπομπής, είναι αναπόφευκτο ότι το υπογράφημα που χρησιμοποιείται θα αποκλίνει όλο και περισσότερο στο βέλτιστο υπογράφημα. Αυτό οφείλεται στο γεγονός ότι η απαίτηση της μη επαναδιευθέτησης αναγκάζει το υπογράφημα που χρησιμοποιούμε να είναι όσο το δυνατόν πιο κοντά στο αρχικό υπογράφημα. Έτσι, όταν η ομάδα της πολυεκπομπής αλλάζει όλο και περισσότερο μακριά από την αρχική ομάδα με την πάροδο του χρόνου, το υπογράφημα της πολυεκπομπής μας γίνεται όλο και πιο πολύ μη βέλτιστο.

Για να απλοποιήσουμε αυτόν τον αλγόριθμο και να κρατήσουμε το κόστος της πολυεκπομπής χαμηλό, μπορεί να πρέπει να κάνουμε κάποιο συμβιβασμό και να επιτρέψουμε κάποιες επαναδιευθετήσεις. Στην επόμενη ενότητα, παρουσιάζουμε τρεις τέτοιους ευρετικούς αλγόριθμους.

4.4.2 Οι επαναδιευθετήσιμοι αλγόριθμοι

4.4.2.1 Ο αλγόριθμος για την ελαχιστοποίηση της επαναδιευθέτησης της σύνδεσης (MLR)

Ένας τρόπος για να απλοποιήσουμε τον μη επαναδιευθετήσιμο αλγόριθμο είναι να επικεντρωθεί στην εξάλειψη της επαναδιευθέτησης της σύνδεσης μόνο, και να αγνοήσει την επαναδιευθέτηση του κώδικα. Αυτό μπορεί να γίνει εύκολα με την ρύθμιση των χρησιμοποιημένων δαπανών της σύνδεσης σε μια πολύ μικρή τιμή ϵ μετά από κάθε επιγραμμικό βήμα όπως στο μη επαναδιευθετήσιμο αλγόριθμο, και καλούμε το LP_{dist} για να λύσει το νέο πρόβλημα LP. Αυτός ο αλγόριθμος, που καλούμε MLR (ελάχιστη επαναδιευθέτηση της σύνδεσης) αλγόριθμο, παρουσιάζεται στο σχήμα 4.7.

Το κίνητρο γι' αυτόν τον αλγόριθμο προέρχεται από την παρατήρηση ότι η επιπλοκή του διαχωρισμού των συνδέσεων στα χρησιμοποιημένα και αχρησιμοποίητα τμήματα προκύπτει όταν έχουμε ένα μη δεντρικό υπογράφημα, και τα πράγματα θα ήταν πολύ απλούστερα εάν πρέπει μόνο να ασχοληθούμε με τα δεντρικά. Αυτό οφείλεται στο γεγονός ότι, στα δεντρικά, κάθε κόμβος έχει μόνο μια εισερχόμενη σύνδεση, και έχει την πλήρη ενημέρωση της πολυεκπομπής. Έτσι, δεν υπάρχει καμία ανησυχία για την επαναδιευθέτηση του κώδικα.

Παρατηρήστε ότι μόλις το υπογράφημα της πολυεκπομπής γίνει δεντρικό, θα παραμείνει σαν δεντρικό με τα υπόλοιπα επιγραμμικά βήματα. Για να το δείτε αυτό, θεωρήστε την προσθήκη ενός νέου κόμβου στην ομάδα της πολυεκπομπής. Δεδομένου ότι το αρχικό υπογράφημα G_c θεωρείται «ελεύθερο» και κάθε κόμβος στο G_c έχει την πλήρη ενημέρωση της πολυεκπομπής, ο νέος τερματικός κόμβος πρέπει μόνο να βρει την συντομότερη διαδρομή από κάθε κόμβο στο G_c στον εαυτό του, και να αποδίδει το ίδιο με το υπογράφημα. Όσον αφορά στην αφαίρεση ενός τερματικού, μόνο ένα δεντρικό μέρος μπορεί να αφαιρεθεί, και το υπόλοιπο γράφημα πρέπει ακόμα να είναι δεντρικό. Δεδομένου ότι σε κάθε βήμα, εάν το G_c δεν είναι δεντρικό, υπάρχει κάποια θετική πιθανότητα ότι θα γίνει δεντρικό, και μόλις εξελιχθεί σε δεντρικό, αυτό θα παραμείνει έτσι μέχρι το τέλος της πολυεκπομπής. Επομένως, εάν συνεχίζουμε τη σύνοδο της δυναμικής πολυεκπομπής, η πιθανότητα ότι ασχολούμαστε με τα δεντρικά να πηγαίνει σε 1.

```

node i
for all (j,i) ∈ A
  if (j,i) ∈ Gc
    aji = ε
  end
end
call LPdist

```

Σχήμα 4.7: Ο αλγόριθμος MLR.

Επιπλέον, οι προσομοιώσεις στα πρακτικά δίκτυα δείχνουν ότι περισσότερο από το 98% του χρόνου, παίρνουμε το βέλτιστο δεντρικό του Steiner στο ξεκίνημα. Επομένως, μπορούμε να εστιάσουμε μόνο στις επαναδιευθετήσεις της σύνδεσης και να χρησιμοποιήσουμε τον αλγόριθμο MRL. Αυτός ο αλγόριθμος λειτουργεί ακόμα εάν το αρχικό υπογράφημα δεν είναι δεντρικό, η μόνη διαφορά είναι ότι δεν μπορούμε να εγγυηθούμε ότι δεν θα υπάρξουν οποιοσδήποτε επαναδιευθετήσεις σε τέτοιες περιπτώσεις.

4.4.2.2 Ο αλγόριθμος για τον περιορισμό του κόστους της πολυεκπομπής (LMC)

Εάν χρησιμοποιήσουμε τον αλγόριθμο MLR, αναμένεται ότι καθώς ο χρόνος συνεχίζεται, το υπογράφημα που χρησιμοποιείται για την πολυεκπομπή θα κινηθεί περαιτέρω και πιο μακριά από το πραγματικό βέλτιστο υπογράφημα για το τρέχον σύνολο των τερματικών κόμβων. Σαν εναλλακτική λύση, ίσως θελήσουμε να εισάγουμε τις περιστασιακές επαναδιευθετήσεις προκειμένου να διατηρηθεί το κόστος της πολυεκπομπής κοντά στο βέλτιστο. Εισάγουμε τον αλγόριθμο LMC, που φαίνεται στο σχήμα 4.8, για να κάνει αυτό. Σε αυτόν τον αλγόριθμο, οι κόμβοι τρέχουν δύο προγράμματα παράλληλα, ένα από τα οποία παράγει το υπογράφημα χωρίς καμία επαναδιευθέτηση χρησιμοποιώντας τον αλγόριθμο που παρουσιάζεται παραπάνω. Καλούμε αυτό το υπογράφημα G_{nc} υπογράφημα χωρίς καμία αλλαγή, και το κόστος αυτού του υπογραφήματος C_{nc} . Το άλλο πρόγραμμα παρακολουθεί το βέλτιστο υπογράφημα, G_{opt} , για το τρέχον σύνολο των τερματικών της πολυεκπομπής, και το κόστος G_{opt} είναι C_{opt} . Σε κάθε βήμα, το κόστος των δύο υπογραφημάτων συγκρίνεται, και εάν το κόστος του υπογραφήματος χωρίς καμία αλλαγή είναι υψηλότερο από το βέλτιστο γράφημα από έναν ορισμένο παράγοντα, β , θα μεταβούμε στο βέλτιστο υπογράφημα. Χρησιμοποιώντας αυτήν την μέθοδο, μπορούμε να ελέγξουμε την εξισορρόπηση μεταξύ της συχνότητας των διαταραχών στους χρήστες και του κόστους του υπογραφήματος που χρησιμοποιείται για την πολυεκπομπή αλλάζοντας την τιμή του β . Ωστόσο, αυτή η μέθοδος απαιτεί από τους κόμβους να παρακολουθήσουν τα δύο υπογραφήματα, και ο κεντρικός συντονισμός απαιτείται για να συγκρίνει τα κόστη και να κάνει τους κόμβους να μεταστραφούν μεταξύ των δύο υπογραφημάτων ταυτόχρονα.

4.4.2.3 Ο αλγόριθμος α -Scaled

Παρουσιάζουμε τώρα έναν απλό κατά προσέγγιση αλγόριθμο που μπορεί να προκαλέσει «αυτόματη εναλλαγή» μεταξύ G_{nc} και G_{opt} μ' έναν κατανομημένο τρόπο. Αντί της ανάθεσης ενός πολύ μικρού κόστους στις χρησιμοποιημένες συνδέσεις όπως στον αλγόριθμο MLR, μπορούμε να χρησιμοποιήσουμε μια κλιμακωμένη τιμή του αρχικού κόστους, δηλαδή για μια

υπάρχουσα σύνδεση (i, j) στο υπογράφημα, χρησιμοποιούμε το a_{ij} ως το κόστος για τους μελλοντικούς υπολογισμούς εφ' όσον παραμένει στο υπογράφημα, όπου a είναι ένας παράγοντας της κλιμάκωσης μεταξύ 0 και 1. Εάν $a=0$, αυτό είναι το ίδιο με τον αλγόριθμο MLR και εάν $a=1$, θα χρησιμοποιούμε το βέλτιστο υπογράφημα κάθε φορά. Αναφερόμαστε σε αυτόν τον αλγόριθμο ως ο αλγόριθμος a -scaled, και φαίνεται στο σχήμα 4.9.

```

call  $LP_{cent}$  to compute  $C_{opt}$  and  $G_{opt}$ 
for all  $(j, i) \in A$ 
  if  $(j, i) \in G_c$ 
     $a_{ji} = \epsilon$ 
  end
end
call  $LP_{cent}$  to compute  $C_{nc}$  and  $G_{nc}$ 
if  $C_{nc} > C_{opt} \times (1 + \beta)$ 
  use  $G_{opt}$  for the multicast
else
  use  $G_{nc}$  for the multicast
end

```

Σχήμα 4.8: Ο αλγόριθμος LMC.

Για να δείτε πως αυτή η ευρετική λειτουργεί και πώς οι σταθερές a και β συσχετίζονται, εξετάστε την περίπτωση της αφαίρεσης ενός τερματικού κόμβου. Ο αλγόριθμος LMC συγκρίνει τις τιμές C_{nc} και $(1 + \beta)C_{opt}$ και επιλέγει το χαμηλότερο εκ των δύο. Δεδομένου ότι το G_{opt} μπορεί να επικαλύψει με το υπάρχον υπογράφημα από πριν το επιγραμμικό βήμα, υποθέτουμε ότι το κόστος αυτού του μέρους της επικάλυψης του υπογραφήματος είναι C_{ol} και το κόστος του υπόλοιπου του βέλτιστου υπογραφήματος είναι C_{others} . Έτσι, η σύγκριση είναι ισοδύναμη με

$$\frac{1}{1 + \beta} \times C_{nc} \underset{\leq}{\geq} C_{ol} + C_{others}. \quad (4.25)$$

Από την άλλη πλευρά, στον αλγόριθμο a -Scaled, επιλέγουμε αποτελεσματικά το χαμηλότερο κόστος μεταξύ αυτών των δύο:

$$a \times C_{nc} \underset{\leq}{\geq} a \times C_{ol} + C_{others}. \quad (4.26)$$

Εάν θέτουμε το a στο $1/1+\beta$, μπορούμε να δούμε ότι στην (4.25) και στην (4.26) είναι πολύ παρόμοιες εκτός από τον πρώτο όρο στη δεξιά πλευρά. Με την κλιμάκωση των υπαρχουσών δαπανών της σύνδεσης από το a , μπορούμε να ικανοποιήσουμε την απαίτηση ότι το κόστος του υπογραφήματος που χρησιμοποιείται δεν πηγαίνει ποτέ πέρα από $(1+\beta)C_{opt}$, αλλά λόγω του παράγοντα της κλιμάκωσης a στο C_{ol} , ο προσεγγιστικός αλγόριθμος αλλάζει το βέλτιστο υπογράφημα συχνότερα από ότι απαιτείται από το β . Χρησιμοποιώντας παρόμοια ανάλυση, έχουμε τα ίδια αποτελέσματα για την περίπτωση της προσθήκης ενός τερματικού.

Έτσι, χρησιμοποιώντας ένα κατάλληλο a για να κλιμακώσει τα κόστη των χρησιμοποιημένων συνδέσεων, η βελτιστοποίηση μπορεί να προκαλέσει την αυτόματη εναλλαγή μεταξύ των δύο υπογραφημάτων, διατηρώντας έτσι το κόστος της πολυεκπομπής χαμηλό. Επιπλέον, μπορούμε να κάνουμε το a μια χρονικά μεταβαλλόμενη μεταβλητή. Γενικά, όταν μια σύνδεση προστίθεται για πρώτη φορά στο υπογράφημα, είναι πιθανό ότι θα παραμείνει εκεί για μια στιγμή. Ωστόσο, η πιθανότητα ότι η σύνδεση παραμένει στο βέλτιστο υπογράφημα μειώνεται με τα επιγραμμικά βήματα. Για να συλλάβουμε αυτό το χαρακτηριστικό, μπορούμε να χρησιμοποιήσουμε μια χαμηλότερη τιμή για το a για τα πρώτα επιγραμμικά βήματα αφότου προστίθεται μια νέα σύνδεση, και αυξήσει βαθμιαία το a αργότερα. Επίσης, σ' ένα πρακτικό δίκτυο, μπορεί να μην είναι επιθυμητό να γίνεται η μια μετά την άλλη αλλαγή στις συνδέσεις της σύνδεσης, δηλαδή, την προσθήκη μιας σύνδεσης του υπογραφήματος της πολυεκπομπής που ακολουθείται από μια άμεση αφαίρεση από αυτό στο επόμενο βήμα. Μπορούμε να μειώσουμε την εμφάνιση τέτοιων γεγονότων με τη ρύθμιση του a στις νέες συνδέσεις στο 0 για μερικά βήματα πριν το αυξήσουμε στην κανονική τιμή $1/1+\beta$.

```

node i
for all (j,i) ∈ A
  if (j,i) ∈ Gc
    aji = α × aji
  end
end
call LPdist

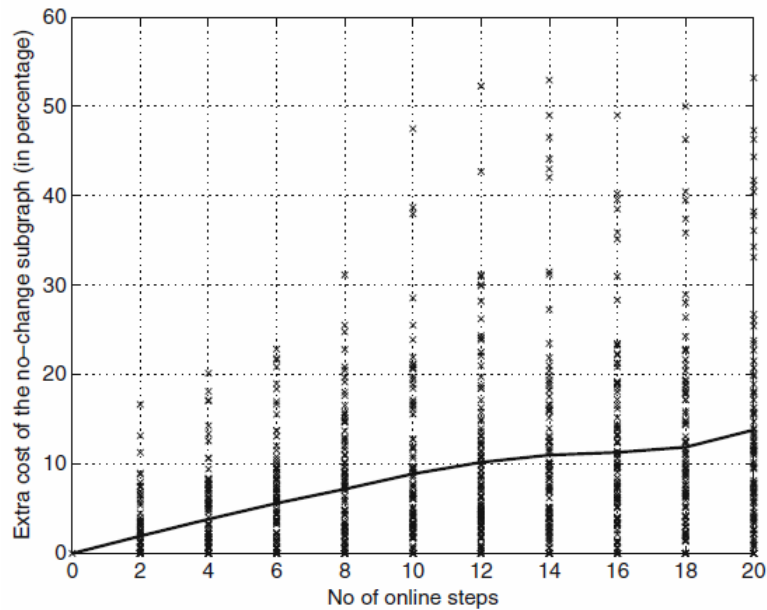
```

Σχήμα 4.9: Ο αλγόριθμος α-Scaled.

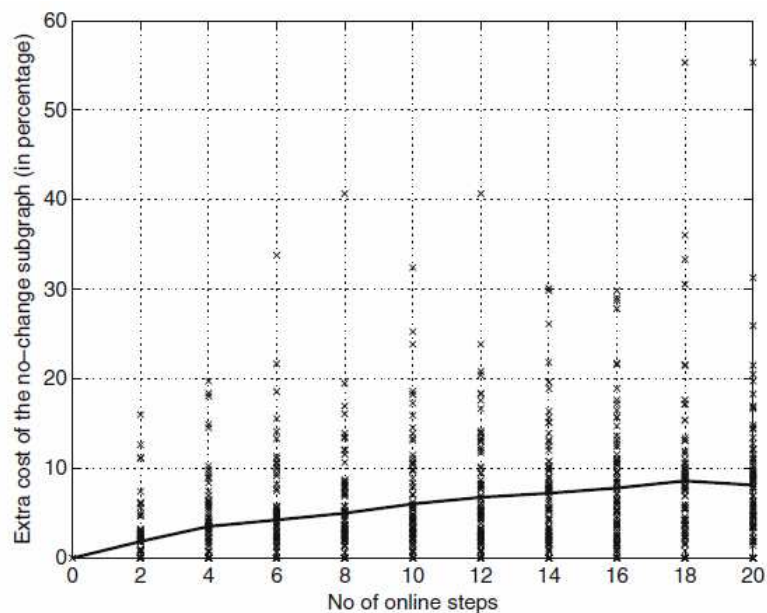
4.4.3 Τα αποτελέσματα της προσομοίωσης

Παρουσιάζουμε αρχικά τα αποτελέσματα της προσομοίωσης για το MLR αλγόριθμο. Οι τοπολογίες του δικτύου που χρησιμοποιούνται στις προσομοιώσεις λαμβάνονται από το πρόγραμμα Rocketfuel [28]. Σε κάθε προσομοίωση, αρχίζουμε με μια πολυεκπομπή από μια τυχαία πηγή σ' ένα σύνολο 10 τυχαίων τερματικών. Στη συνέχεια, σε κάθε επιγραμμικό βήμα, πρώτα αποφασίζουμε τυχαία εάν υπάρχει μια προσθήκη ή μια αφαίρεση του τερματικού, και έπειτα επιλέγουμε τυχαία ένα τερματικό για να προσθέσουμε / αφαιρέσουμε με βάση αυτή την απόφαση. Τα σχήματα 4.10 και 4.11 παρουσιάζουν την μέση ανάπτυξη του κόστους του υπογραφήματος που δεν έχει καμία αλλαγή σε σύγκριση με το κόστος του βέλτιστου υπογραφήματος από την άποψη του ποσοστού του C_{opt} . Η τοπολογία του δικτύου που χρησιμοποιείται στα σχήματα 4.10 και 4.11 είναι ο κορμός για την Exodus (Ηνωμένες Πολιτείες) και για την EBONE (Ευρώπη), αντίστοιχα. Όπως ήταν αναμενόμενο, το επιπλέον κόστος του υπογραφήματος χωρίς καμία αλλαγή αυξάνεται περίπου γραμμικά με τα επιγραμμικά βήματα. Εκτός από τη μέση καμπύλη, θα δείτε επίσης τα σημεία των δεδομένων για κάθε περίπτωση της προσομοίωσης και στα δύο σχήματα 4.10 και 4.11. Σημειώστε ότι υπάρχουν περιπτώσεις όταν το κόστος του υπογραφήματος χωρίς καμία αλλαγή είναι τουλάχιστον 60% υψηλότερο από το βέλτιστο κόστος μετά από 20 βήματα.

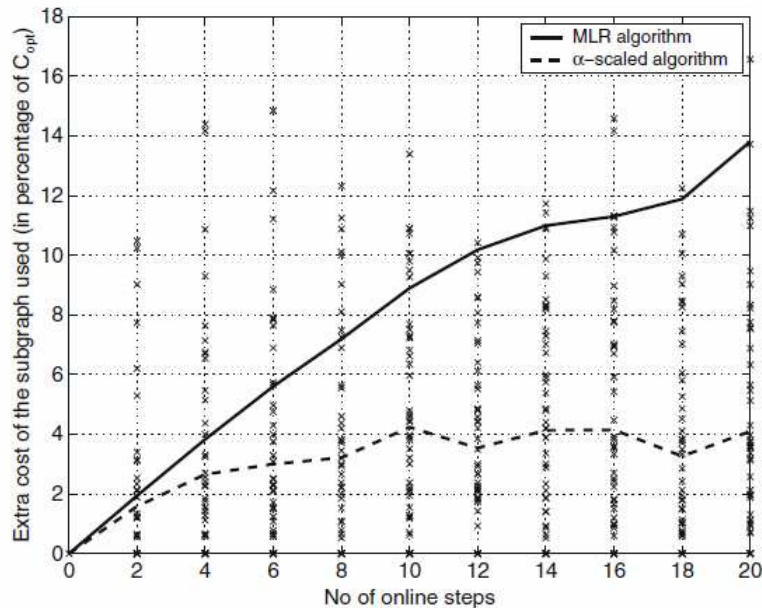
Αυτό το ανεπιθύμητο φαινόμενο παρακινεί τη χρήση του αλγόριθμου α -Scaled. Το σχήμα 4.12 παρουσιάζει τα αποτελέσματα της προσομοίωσης για τη χρησιμοποίηση του αλγόριθμου α -Scaled στο δίκτυο που χρησιμοποιείται στο σχήμα 4.10. Εδώ, στοχεύουμε να ελέγξουμε το κόστος του υπογραφήματος που χρησιμοποιείται στο $\beta = 30\%$ μακριά από αυτό το βέλτιστο υπογράφημα, έτσι, χρησιμοποιούμε το $\alpha = 0.75$. Η μέση καμπύλη στο σχήμα 4.10 για τον αλγόριθμο MLR παρουσιάζεται επίσης εδώ για λόγους σύγκρισης. Ο αλγόριθμος α -Scaled παρέχει το χαμηλότερο κόστος για τις πολυεκπομπές σε σύγκριση με τον αλγόριθμο MLR. Το πιο σημαντικό είναι, η διάφορα του κόστους μεταξύ του υπογραφήματος που χρησιμοποιείται και του C_{opt} για τον αλγόριθμο α -Scaled που είναι περίπου σταθερή μετά από μια στιγμή, και δεν αυξάνεται με την πάροδο του χρόνου. Φυσικά, υπάρχει μια τιμή γι' αυτό το κόστος, η οποία είναι η περιστασιακή μετάβαση από το υπογράφημα χωρίς καμία αλλαγή στο βέλτιστο υπογράφημα.



Σχήμα 4.10: Το επιπλέον κόστος του υπογραφήματος της πολυεκπομπής που παράγεται από το αλγόριθμο MLR όσον αφορά το ποσοστό του C_{opt} για το δίκτυο Exodus. Παρουσιάζουμε τα μεμονωμένα σημεία των δεδομένων για κάθε δοκιμή και την μέση καμπύλη.



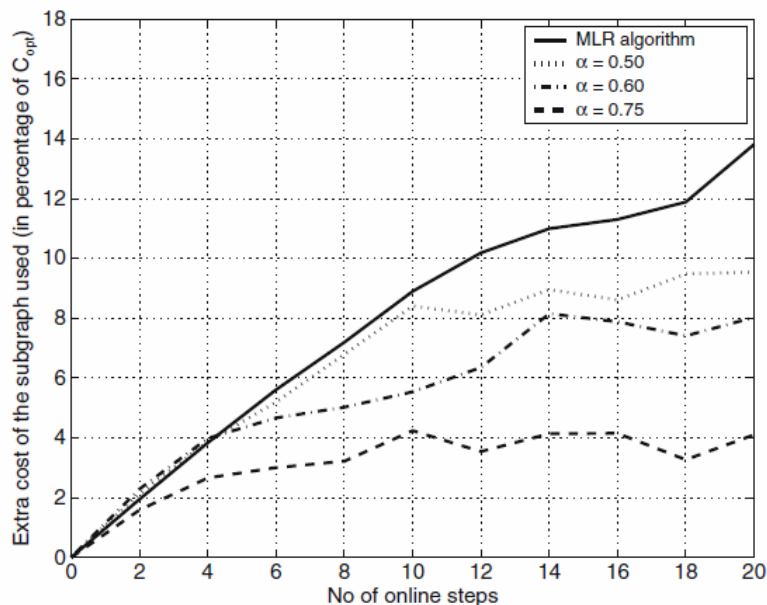
Σχήμα 4.11: Το επιπλέον κόστος του υπογραφήματος της πολυεκπομπής που παράγεται από το αλγόριθμο MLR για το δίκτυο EBONE όσον αφορά το ποσοστό C_{opt} .



Σχήμα 4.12: Το επιπλέον κόστος του υπογραφήματος της πολυεκπομπής που παράγεται από τον αλγόριθμο α -Scaled με $\alpha = 0.75$ και τον αλγόριθμο MLR όσον αφορά το ποσοστό C_{opt} , στο δίκτυο Exodus. Παρουσιάζουμε επίσης τα μεμονωμένα σημεία των δεδομένων για κάθε δοκιμή του αλγόριθμου α -Scaled.

Σε αυτήν την περίπτωση, η μέση πιθανότητα της μετάβασης είναι 11.7%, που σημαίνει ότι, από εκατό επιγραμμικά βήματα, υπάρχουν περίπου 12 φορές όπου οι υπάρχοντες χρήστες θα αντιμετωπίσουν τις διαταραχές στις εκπομπές τους. Επιπλέον, εάν εξετάσουμε προσεκτικά τα σημεία των δεδομένων για τις μεμονωμένες περιπτώσεις, μπορούμε να δούμε ότι, στην πραγματικότητα, καμία από την περίπτωση δεν έχει πάει πάνω από 20% υψηλότερα από τη βέλτιστη. Αυτό είναι συνεπές με τη συζήτησή μας στην ενότητα 4.3 για τις τιμές α και β . Επομένως, εάν θέλουμε να έχουμε $\beta = 30\%$, μπορούμε να χρησιμοποιήσουμε μια χαμηλότερη τιμή για το α .

Τέλος, το σχήμα 4.13 παρουσιάζει τα αποτελέσματα της προσομοίωσης για την ίδια την αποκατάσταση του δικτύου με τις διαφορετικές τιμές α . Όπως μπορούμε να δούμε, όσο υψηλότερη είναι η τιμή του α , τόσο χαμηλότερο είναι το μέσο κόστος του υπογραφήματος. Παράλληλα, οι υψηλότερες τιμές α οδηγούν στον υψηλότερο ρυθμό της μετάβασης. Παρατηρήσαμε ότι όταν το α είναι ίσο με 0.5, το κόστος του υπογραφήματος που χρησιμοποιείται διατηρείται περίπου στο 9% που είναι υψηλότερο από το βέλτιστο κόστος, ενώ η πιθανότητα της μετάβασης είναι μόνο 2.05%. Επομένως, επιλέγοντας την τιμή σωστά, μπορούμε να κρατήσουμε το κόστος της πολυεκπομπής κοντά στο βέλτιστο κατά τη διάρκεια της συνόδου της πολυεκπομπής ενώ προκαλεί μερικές διαταραχές στους υπάρχοντες χρήστες.



Σχήμα 4.13: Το επιπλέον κόστος του υπογραφήματος της πολυεκπομπής που παράγεται από τον αλγόριθμο α -Scaled με τις διάφορες τιμές, στο δίκτυο Exodus.

4.5 Συμπεράσματα

Η βελτιστοποίηση του υπογραφήματος είναι ένα σημαντικό πρόβλημα στην εκτέλεση της πολυεκπομπής με την κωδικοποίηση του δικτύου. Σε αυτό το κεφάλαιο, μελετήσαμε τους αλγόριθμους που λύνουν αυτή την βελτιστοποίηση του προβλήματος και για τις στατικές και για τις δυναμικές πολυεκπομπές. Για την στατική πολυεκπομπή, παρουσιάσαμε τους κατανομημένους αλγόριθμους της υποβάθμισης για να βρούμε το ελάχιστο κόστος του υπογραφήματος και εξετάσαμε τον ρυθμό της σύγκλισής τους. Χρησιμοποιώντας την ειδική δομή του προβλήματος της κωδικοποίησης του δικτύου, δείξαμε ότι με τα κατάλληλα επιλεγμένα μεγέθη του βήματος, το διπλό πρόβλημα συγκλίνει σε μια περιοχή της βέλτιστης λύσης γραμμικά. Δεδομένου ότι οι φυσικές μεταβλητές της ροής αποσυνδέονται από τις διπλές επαναλήψεις, μπορούμε να λάβουμε μια εφικτή πρωταρχική λύση σε κάθε επανάληψη. Ο ρυθμός της σύγκλισης των πρωταρχικών λύσεων είναι $O(1/n)$. Προτείναμε επίσης διάφορα ευρετικά για την αρχικοποίηση της διπλής μεταβλητής και την ανάκτηση της πρωταρχικής λύσης για να βελτιώσουμε περαιτέρω την απόδοση της σύγκλισης. Τα αποτελέσματα της προσομοίωσης δείχνουν ότι η μέθοδος της υποβάθμισης

παράγει σημαντικές μειώσεις στην ενέργεια της πολυεκπομπής σε σύγκριση με την δρομολόγηση των κεντρικών αλγόριθμων μετά από μερικές επαναλήψεις. Επιπλέον, ο αλγόριθμος αντέχει στις αλλαγές στο δίκτυο και μπορεί να συγκλίνει στις νέες βέλτιστες λύσεις γρήγορα εφ' όσον ο ρυθμός της αλλαγής στο δίκτυο είναι αργός σε σύγκριση με την ταχύτητα του υπολογισμού και της μετάδοσης.

Για τις δυναμικές πολυεκπομπές, προκειμένου να χαρακτηριστούν οι διακοπές στους χρήστες που προκλήθηκαν από τις αλλαγές του υπογραφήματος στην πολυεκπομπή, εισάγαμε τις έννοιες της επαναδιευθέτησης της σύνδεσης και της επαναδιευθέτησης του κώδικα. Προτείναμε και τους μη επαναδιευθετήσιμους και επαναδιευθετήσιμους αλγόριθμους για το πρόβλημα της δυναμικής πολυεκπομπής, και χρησιμοποιήσαμε τα αποτελέσματα της προσομοίωσης για να δείξουμε ότι ο αλγόριθμος α -Scaled μπορεί αποτελεσματικά να περιορίσει την αύξηση του κόστους της πολυεκπομπής χωρίς να προκαλέσει πάρα πολλές διακοπές στους υπάρχοντες χρήστες.

Κεφάλαιο 5

Συμπεράσματα

Τα αποτελέσματα στον επιτεύξιμο ρυθμό μιας σύνδεσης της γνωσιακής ραδιοεπικοινωνίας έχουν συνοψιστεί για τρεις διαφορετικούς τύπους της γνωσιακής συμπεριφοράς, δηλαδή την αποφυγή της παρεμβολής, τον έλεγχο της παρεμβολής, και τον μετριασμό της παρεμβολής. Τα όρια στην χωρητικότητα ενός καναλιού της γνωσιακής ραδιοεπικοινωνίας έχουν περιγραφεί για δύο τύπους του μετριασμού της παρεμβολής της γνωσιακής συμπεριφοράς, δηλαδή η ακύρωση της περιστασιακής παρεμβολής (ή αποκωδικοποίηση) και η ασύμμετρη συνεργασία με τον αρχικό πομπό. Το γενικό συμπέρασμα είναι ότι, όσο υψηλότερο είναι το επίπεδο γνώσης (δηλαδή οι επιπρόσθετες πληροφορίες) στους κόμβους της γνωσιακής ραδιοεπικοινωνίας, τόσο υψηλότερος είναι ο μέγιστος επιτεύξιμος ρυθμός για το κανάλι της γνωσιακής ραδιοεπικοινωνίας. Επιπλέον, υπάρχουν δύο προσεγγίσεις στον σχεδιασμό της εφαρμοσμένης μηχανικής για τις μεθόδους πρόσβασης του φάσματος σ' ένα δίκτυο της γνωσιακής ραδιοεπικοινωνίας δηλαδή η προσεγγισή του ελέγχου της παρεμβολής και η προσέγγιση της αποφυγής της παρεμβολής. Με την προσεγγισή του ελέγχου της παρεμβολής, η κατανομή του φάσματος επιτρέπει τις ταυτόχρονες μεταδόσεις στους αρχικούς και στους δευτεροβάθμιους χρήστες δεδομένου των περιορισμών της συνολικής παρεμβολής στους αρχικούς δέκτες. Με την προσέγγιση της αποφυγής της παρεμβολής, οι δευτεροβάθμιοι χρήστες πρέπει να ανιχνεύσουν μια ζώνη συχνότητας που τους ενδιαφέρει και να εκπέμπουν μόνο εάν οι αρχικοί χρήστες δεν ανιχνεύονται στην επιλεγμένη ζώνη.

Τα σχήματα αμφίδρομης αναμετάδοσης χρησιμοποιούν τεχνικές, που επηρεάζονται από τις πρόσφατες ιδέες της κωδικοποίησης του δικτύου. Οι τεχνικές για την κωδικοποιημένη αμφίδρομη αναμετάδοση έχουν δύο εννοιολογικούς φραγμούς. Ο πρώτος εννοιολογικός φραγμός είναι ο κοινός χαρακτήρας του μέσου της ασύρματης επικοινωνίας. Ο δεύτερος εννοιολογικός φραγμός είναι η ιδέα της κωδικοποίησης του δικτύου. Επιπρόσθετα, η κωδικοποιημένη αμφίδρομη αναμετάδοση έχει δυο περιπτώσεις. Η πρώτη περίπτωση είναι η αμφίδρομη αναμετάδοση με την αποκωδικοποίηση στον αναμεταδότη στην οποία ο κόμβος της αναμετάδοσης αποκωδικοποιεί τα μηνύματα πριν τα εκπέμψει πίσω στα τερματικά. Η δεύτερη περίπτωση είναι η αμφίδρομη αναμετάδοση χωρίς αποκωδικοποίηση στον αναμεταδότη όπου ο αναμεταδότης δεν είναι ο προβλεπόμενος προορισμός των δεδομένων από

την πηγή και ως εκ τούτου δεν αποκωδικοποιεί τα δεδομένα. Παρουσιάζονται τεχνικές που δεν απαιτούνται αποκωδικοποίηση στον αναμεταδότη, όπου οι καινοτόμες τεχνικές συνδυάζουν διάφορες λειτουργίες στον αναμεταδότη: την ανίχνευση, την κβαντοποίηση, την απεικόνιση, και την επανακωδικοποίηση. Στην ρύθμιση της θεωρητικής πληροφορίας, αντί να χρησιμοποιούνται αποκλειστικά και μονό τυχαία κωδικοβιβλία, έχουμε δείξει ότι οι σύνθετοι κώδικες, όπως τα δικτυωτά πλέγματα, μπορούν να έχουν τη μεγάλη χρησιμότητα εάν δεν αποκωδικοποιούν αλλά μόνο απομακρύνουν τον θόρυβο στα λαμβανόμενα σήματα.

Η βελτιστοποίηση του υπογραφήματος είναι ένα σημαντικό πρόβλημα στην εκτέλεση της πολυεκπομπής με την κωδικοποίηση του δικτύου. Παρουσιάζονται οι αλγόριθμοι που λύνουν το πρόβλημα βελτιστοποίησης για στατικές και για δυναμικές πολυεκπομπές. Για την στατική πολυεκπομπή, παρουσιάσαμε τους καταναμημένους αλγόριθμους (distributed algorithms) για να βρούμε το ελάχιστο κόστος του υπογραφήματος και εξετάσαμε τον ρυθμό της σύγκλισής τους. Για τις δυναμική πολυεκπομπή, προκειμένου να χαρακτηριστούν οι διακοπές στους χρήστες που προκλήθηκαν από τις αλλαγές του υπογραφήματος στην πολυεκπομπή, εισάγαμε τις έννοιες της επαναδιευθέτησης της σύνδεσης και της επαναδιευθέτησης του κώδικα. Προτείναμε και τους μη επαναδιευθετήσιμους και τους επαναδιευθετήσιμους αλγόριθμους (nonrearrangeable and rearrangeable algorithms) για το πρόβλημα της δυναμικής πολυεκπομπής για να βρεθεί το ελάχιστο κόστος του υπογραφήματος.

ΠΑΡΑΡΤΗΜΑ

ΕΠΕΞΗΓΗΣΕΙΣ ΣΤΟ ΚΕΦΑΛΑΙΟ 2:

1. Δίκτυα στα οποία κανένας κόμβος δεν είναι στην γνωσιακή ραδιοεπικοινωνία.
2. Αυτό αποτελεί ένα αποδεκτό επίπεδο το οποίο θα περιγράψει αργότερα και μπορεί να διαφέρει από σύστημα σε σύστημα.
3. Αυτή η υπόθεση καλείται συχνά *υπόθεση μεγαλοφυΐας*, δεδομένου ότι αυτά τα μηνύματα μπόρεσαν να έχουν δοθεί στους κατάλληλους πομπούς από μια μεγαλοφυΐα.
4. Αρχικά, ονομάστηκε *γνωσιακή ραδιοεπικοινωνία του καναλιού* και είναι επίσης γνωστή ως *παρεμβολή του καναλιού στο σύνολο των υποβιβασμένων μηνυμάτων*.
5. Ο επιτεύξιμος ρυθμός της περιοχής στο [40] που χρησιμοποιείται σε αυτά τα σχήματα (όπως "η παρεμβολή του καναλιού" στην επιτεύξιμη περιοχή) υποθέτει την ίδια Γκαουσουσιανή κατανομή της εισόδου στο [24] και παραλείπεται για συντομία.

ΕΠΕΞΗΓΗΣΕΙΣ ΣΤΟ ΚΕΦΑΛΑΙΟ 3:

1. Αυτό είναι ανάλογο σε αυτό που ο Shannon [16] αναφέρεται ως σύστημα για την χωρητικότητα για το περιορισμένο αμφίδρομο κανάλι.

ΒΙΒΛΙΟΓΡΑΦΙΑ – ΣΥΝΔΕΣΜΟΙ

- ❖ Βιβλιογραφία: New Directions in Wireless Communications
Research by Vahid Tarokh

- ❖ Διαδίκτυο

ΚΕΦΑΛΑΙΟ 2

- http://en.wikipedia.org/wiki/Cognitive_radio
- <http://searchnetworking.techtarget.com/definition/cognitive-radio>
- <http://nefeli.lib.teicrete.gr/browse/stef/epp/2011/KarampourniotisAntonis/attached-document-1300779214-107313-10720/karampouriotis>
- http://en.wikipedia.org/wiki/Dynamic_spectrum_management
- <http://www.wisegeek.com/what-are-scaling-laws.htm>
- <http://www.answers.com/topic/scaling-law-physics>
- http://en.wikipedia.org/wiki/Dirty_paper_coding
- <http://translate.google.gr/translate?hl=el&langpair=en%7Cel&u=http://www.chaoticsoftware.com/ProductPages/NetworkBeacon.html>
- http://en.wikipedia.org/wiki/Quality_of_service
- http://en.wikipedia.org/wiki/Pilot_signal
- <http://searchmobilecomputing.techtarget.com/definition/MIMO>
- <http://searchmobilecomputing.techtarget.com/definition/SIMO>
- <http://www.intel.com/support/wireless/sb/CS-025345.htm>

- <http://encyclopedia2.thefreedictionary.com/single-hop+transmission>
- http://en.wikipedia.org/wiki/Media_access_control
- http://compnetworking.about.com/od/networkprotocolsip/g/bldef_mac.htm
- <http://searchmobilecomputing.techtarget.com/definition/ad-hoc-network>
- http://en.wikipedia.org/wiki/Channel_hopping
- http://qspace.qu.edu.qa/bitstream/handle/10576/10431/282C_P3.pdf?sequence=1
- <http://en.wikipedia.org/wiki/SINR>
- http://en.wikipedia.org/wiki/Bit_error_rate

ΚΕΦΑΛΑΙΟ 3

- http://wirelessadhoc.org/contribution2005/05_15%20Peter%20Larsson.pdf
- <http://www.nd.edu/~mhaenggi/pubs/icc10b.pdf>
- http://en.wikipedia.org/wiki/Cooperative_diversity
- <http://projekter.aau.dk/projekter/files/17634472/FinalThesisWithPapers.pdf>
- http://en.wikipedia.org/wiki/Phase-shift_keying
- <http://www.cs.uoi.gr/~epap/diktua/downloads/lect3.pdf>
- http://en.wikipedia.org/wiki/Binary_symmetric_channel
- http://slpl.cse.nsysu.edu.tw/cpchen/courses/ita/l10_gauChan.pdf
- http://www.inetdaemon.com/tutorials/basic_concepts/communication/signals/constellation.shtml
- <http://turboblogsite.com/quadrature-phase-shift-keying-qpsk-modulation.html>
- http://en.wikipedia.org/wiki/Maximum_likelihood
- <http://en.wikipedia.org/wiki/Throughput>
- http://en.wikipedia.org/wiki/Signal-to-noise_ratio
- http://en.wikipedia.org/wiki/Nakagami_distribution

- <http://en.wikipedia.org/wiki/Precoding>

ΚΕΦΑΛΑΙΟ 4

- http://en.wikipedia.org/wiki/Network_coding
- <http://www.linfo.org/multicast.html>
- [http://en.wikipedia.org/wiki/Hypograph_\(mathematics\)](http://en.wikipedia.org/wiki/Hypograph_(mathematics))
- http://en.wikipedia.org/wiki/Steiner_tree_problem
- http://www.it.uom.gr/project/MultimediaTechnologyNotes/chap2a_1.htm
- [http://en.wikipedia.org/wiki/Duality_\(optimization\)](http://en.wikipedia.org/wiki/Duality_(optimization))
- http://en.wikipedia.org/wiki/Dynamic_programming
- <http://www.mendeley.com/research/dynamic-steiner-tree-problem/>
- <http://www.cs.dartmouth.edu/~ac/Teach/CS105-Winter05/Notes/nanda-scribe-2.pdf>
- http://en.wikipedia.org/wiki/Distributed_algorithm
- http://en.wikipedia.org/wiki/Subgradient_method
- http://en.wikipedia.org/wiki/Rate_of_convergence
- <http://www.cs.nmsu.edu/~arao/courses/cs574/mutex/centralized.html>
- http://www2.thematerialpage.org/glossary/glo_e.php3#Ebone

