

Αποδοτικοί Αλγόριθμοι Εκπομπή Κωδικοποίηση Δικτύου σε Κινη κατά Περίπτωση Δίκτυα

Νικόλαος Παπανίκος

ΜΕΤΑΠΤΥΧΙΑΚΗ ΕΡΓΑΣΙΑ ΕΞΕΙΔΙΚΕΥΣ

— ◆ —

Ιωάννινα, Σεπτέμβριος 2009



ΤΜΗΜΑ ΠΛΗΡΟΦΟΡΙΚΗΣ
ΠΑΝΕΠΙΣΤΗΜΙΟ ΙΩΑΝΝΙΝΩΝ

DEPARTMENT OF COMPUTER SCIENCE
UNIVERSITY OF IOANNINA



Αποδοτικοί Αλγόριθμοι Εμπομπής με Κωδικοποίηση
Δικτύου σε Κινητά κατά Περίπτωση Δίκτυα

Η ΜΕΤΑΠΤΥΧΙΑΚΗ ΕΡΓΑΣΙΑ ΕΞΕΙΔΙΚΕΥΣΗΣ

υποβάλλεται στην
ορισθείσα από την Γενική Συνέλευση Ειδικής Σύνθεσης
του Τμήματος Πληροφορικής Εξεταστική Επιτροπή

από τον

Νικόλαο Παπανίκο

ως μέρος των Υποχρεώσεων για τη λήψη του

ΜΕΤΑΠΤΥΧΙΑΚΟΥ ΔΙΠΛΩΜΑΤΟΣ ΣΤΗΝ ΠΛΗΡΟΦΟΡΙΚΗ
ΜΕ ΕΞΕΙΔΙΚΕΥΣΗ
ΣΤΑ ΥΠΟΛΟΓΙΣΤΙΚΑ ΣΥΣΤΗΜΑΤΑ

Σεπτέμβριος 2009



ΑΦΙΕΡΩΣΗ

Στην οικογένειά μου και την Ανδομάχη

Αγαπητοί μου, η ζωή είναι ένα ταξίδι που γεμίζει με εμπειρίες και συγκινήσεις. Είναι η στιγμή που όλα γίνονται πραγματικότητα και η καρδιά μας χτυπά με δύναμη. Η οικογένειά μου είναι η βάση που με στηρίζει και η Ανδομάχη η γη που με φιλάει. Αυτή η αφιέρωση είναι για όλους τους αγαπημένους που με κάνουν να είμαι αυτός που είμαι.

Ευχαριστώ για όλα τα χρόνια που περνάμε μαζί, για την αγάπη που μοιράζεστε και για την υποστήριξη που μου παρέχετε. Η ζωή είναι πιο όμορφη όταν είμαστε μαζί και η Ανδομάχη είναι πιο γαλήνια όταν έχουμε την οικογένειά μου δίπλα μας. Αυτή η αφιέρωση είναι για όλους τους αγαπημένους που με κάνουν να είμαι αυτός που είμαι.

Ονειρεύομαι μια ζωή γεμάτη χαρά και ευτυχία, μια ζωή που γεμίζει με αγάπη και υποστήριξη. Η οικογένειά μου είναι η βάση που με στηρίζει και η Ανδομάχη η γη που με φιλάει. Αυτή η αφιέρωση είναι για όλους τους αγαπημένους που με κάνουν να είμαι αυτός που είμαι. Ευχαριστώ για όλα τα χρόνια που περνάμε μαζί, για την αγάπη που μοιράζεστε και για την υποστήριξη που μου παρέχετε.

Μεγάλη μου ευχαριστία για όλα τα χρόνια που περνάμε μαζί, για την αγάπη που μοιράζεστε και για την υποστήριξη που μου παρέχετε. Η οικογένειά μου είναι η βάση που με στηρίζει και η Ανδομάχη η γη που με φιλάει. Αυτή η αφιέρωση είναι για όλους τους αγαπημένους που με κάνουν να είμαι αυτός που είμαι. Ευχαριστώ για όλα τα χρόνια που περνάμε μαζί, για την αγάπη που μοιράζεστε και για την υποστήριξη που μου παρέχετε.



ΕΥΧΑΡΙΣΤΙΕΣ

Αρχικά θα ήθελα να ευχαριστήσω τον επιβλέποντα καθηγητή μου κ. Ευάγγελο Παπαπέτρου για τις πολύτιμες συμβουλές, την υπομονή και την συμπαράστασή του κατά τη διάρκεια της εκπόνησης της μεταπτυχιακής μου εργασίας. Καθ' όλη τη διάρκεια της συνεργασίας μας όλους αυτούς τους μήνες απέκτησα γνώση και εμπειρία που κανένα βιβλίο δεν μπορεί να προσφέρει.

Επίσης, οφείλω ένα μεγάλο ευχαριστώ στον κ. Απόστολο Ζάρρα που με φιλοξένησε στο εργαστήριό του τα τελευταία δύο χρόνια και μου έδωσε την ευκαιρία να συνεργαστώ με το ερευνητικό κέντρο INRIA.

Οι γονείς μου, Στέργιος και Άννα, έπαιξαν σημαντικό ρόλο στην εκπόνηση της διατριβής αυτής. Στέκονται δίπλα μου τόσο στις χαρούμενες όσο και στις δυσάρεστες στιγμές της ζωής μου και με στηρίζουν ηθικά, καθώς και οικονομικά. Το λιγότερο που μπορώ να κάνω είναι να τους αφιερώσω αυτό το αποτέλεσμα της προσπάθειάς μου και να τους ευχαριστήσω από τα βάθη της καρδιάς μου.

Τέλος, πρέπει να ευχαριστήσω όλους τους συναδέλφους των εργαστηρίων SRG και Middleware για την ηθική συμπαράσταση και τα ευχάριστα διαλείμματα όταν το ωράριο εργασίας επεκτεινόταν έως τις πρώτες πρωινές ώρες. Ένα ιδιαίτερο ευχαριστώ στην κ. Ανδρομάχη Χατζηγελευθερίου για την κατανόηση, την υποστήριξη και την υπομονή της κατά την περίοδο συγγραφής της διατριβής αυτής.



ΠΕΡΙΕΧΟΜΕΝΑ

1	Εισαγωγή	1
1.1	Ασύρματη Δικτύωση και Κινητά Κατά Περίπτωση Δίκτυα	1
1.2	Αντικείμενο Διατριβής	6
1.3	Διάρθρωση της Διατριβής	9
2	Ορισμοί και Σχετική Βιβλιογραφία	11
2.1	Μοντελοποίηση των MANET και χρήσιμη ορολογία	11
2.2	Εκπομπή σε MANET	13
2.2.1	Πιθανοτικοί Αλγόριθμοι	14
2.2.2	Ντετερμινιστικοί Αλγόριθμοι	14
2.3	Πρακτική Κωδικοποίηση Δικτύου σε MANET	17
2.3.1	Βασικές αρχές	17
2.3.2	Κωδικοποίηση από άκρο σε άκρο	18
2.3.3	Κωδικοποίηση/Αποκωδικοποίηση σε κάθε άλμα	20
3	Τεχνικές Εκπομπής με Κωδικοποίηση Δικτύου	24
3.1	Αλγόριθμοι Εκπομπής βασισμένοι στην τεχνική DP	25
3.1.1	Κινητικότητα των Κόμβων και Ανανέωση Πληροφορίας Γειτνίασης	28
3.1.2	Κριτήρια Τερματισμού	29
3.1.3	Συγχρονισμένες Μεταδόσεις	33
3.2	Ζητήματα Κωδικοποίησης Δικτύου	35
3.2.1	Κωδικοποίηση και Αποκωδικοποίηση	35
3.2.2	Διαχείριση Πακέτων προς Προώθηση	37
3.2.3	Πληροφορίες για τους γείτονες	38
3.3	Ο αλγόριθμος CodeB	40
3.3.1	Πολιτική Κωδικοποίησης	40
3.3.2	Ευκαιρίες Κωδικοποίησης	43
3.3.3	Αχύρωση προωθήσεων	45
3.3.4	Κωδικοποίηση της τελευταίας στιγμής	46
4	Προτεινόμενοι Αλγόριθμοι	48
4.1	Αξιολόγηση του CodeB	48
4.1.1	Αστοχία Κριτηρίων Τερματισμού	50



4.1.2	Αξιοπιστία σε Συνθήκες Συμφόρησης	52
4.2	Ο αλγόριθμος NOB	53
4.3	Ο αλγόριθμος NOB-CR	57
4.4	Ο αλγόριθμος Lightweight NOB-CR	64
5	Αξιολόγηση Αλγορίθμων Εκπομπής	71
5.1	Περιβάλλον Προσομοίωσης	71
5.2	Μεθοδολογία Αξιολόγησης Αλγορίθμων	74
5.3	Αποτελέσματα και Σχολιασμός	77
5.3.1	Επίδραση του Μεγέθους του Δικτύου	77
5.3.2	Ανθεκτικότητα στην Κινητικότητα	84
5.3.3	Συμπεριφορά σε συνθήκες συμφόρησης	90
5.3.4	Επίδραση της RAD	93
6	Συμπεράσματα και Μελλοντική Εργασία	97
6.1	Συμπεράσματα	97
6.2	Μελλοντική Εργασία	99



ΕΥΡΕΤΗΡΙΟ ΣΧΗΜΑΤΩΝ

1.1	Παράδειγμα δικτύου <i>MANET</i>	3
1.2	Σύγκριση (a) Ενσύρματο Τοπικό Δίκτυο (LAN) (b) Ασύρματο Τοπικό Δίκτυο (WLAN) (c) Κινητό Κατά Περίπτωση Δίκτυο (MANET) με διαγράμματα <i>Kiviat</i>	4
2.1	Αναπαράσταση Κινητού κατά Περίπτωση Δικτύου (a) G_0 και (b) G_{10}	12
2.2	Το παράδειγμα του δικτύου πεταλούδας	17
2.3	Παράδειγμα τυχαίας γραμμικής κωδικοποίησης	20
3.1	Κατασκευή συνόλου προώθησης του κόμβου v	26
3.2	Παρουσίαση τριών αλγορίθμων: (a) <i>Dominant Pruning</i> (DP) (b) <i>Total Dominant Pruning</i> (TDP) (c) <i>Partial Dominant Pruning</i> (PDP)	27
3.3	Δομή αναπαράστασης Κριτηρίων Τερματισμού (a) Relayed/UnRelayed και (b) Marked/ UnMarked	30
3.4	Το πρόβλημα των συγχρονισμένων μεταδόσεων	34
3.5	Δομή αναπαράστασης του <i>Packet Pool</i>	36
3.6	Δομή αναπαράστασης της <i>Λίστα Προώθησης</i>	37
3.7	Δομή Αναπαράστασης του <i>Πίνακα Αποδοχής</i>	39
3.8	Δομή αναπαράστασης εγγενούς πακέτου	40
3.9	Κωδικοποίηση πακέτων (a) με διαφορετικούς αποστολείς προηγούμενου βήματος, (b) με τον ίδιο αποστολέα προηγούμενου βήματος	41
3.10	Δομή κωδικοποιημένου πακέτου με ένα <i>Σύνολο Προώθησης</i>	42
3.11	Δομή κωδικοποιημένου πακέτου με πολλαπλά σύνολα προώθησης	43
3.12	Διάγραμμα ροής κατά τη λήψη ενός πακέτου από το CodeB	44
3.13	Διάγραμμα ροής κατά τη λήψη ενός πακέτου του CodeB-Like	46
3.14	Διάγραμμα ροής κατά τη λήξη του χρόνου παραμονής ενός πακέτου στη λίστα προώθησης (a) απλή έκδοση (b) με εξέταση ευκαιριών κωδικοποίησης	47
4.1	Σύγκριση του CodeB-Like με αλγορίθμους χωρίς κωδικοποίηση δικτύου ως προς (a) Ποσοστό επιτυχούς παράδοσης (b) Μέσο αριθμό προωθήσεων (c) Μέση καθυστέρηση παράδοσης ενός πακέτου για μεταβαλλόμενο μέγεθος δικτύου	49



4.2	Σύγκριση του CodeB-Like με αλγορίθμους χωρίς κωδικοποίηση δικτύου ως προς (a) Ποσοστό επιτυχούς παράδοσης (b) Μέσο αριθμό προωθήσεων (c) Μέση καθυστέρηση παράδοσης ενός πακέτου για μεταβαλλόμενο τηλεπικοινωνιακό φόρτο	51
4.3	Διάγραμμα ροής του NOB κατά τη λήψη ενός πακέτου	53
4.4	Συμπεριφορά του MR/U (a) χωρίς αναδιάταξη (b) με αναδιάταξη πακέτων	54
4.5	Δομή αναπαράστασης δεδομένων που λύνει το πρόβλημα της αναδιάταξης	55
4.6	Αλλαγή του NOB-CR στη δομή αναπαράστασης της λίστας προώθησης	59
4.7	Διάγραμμα ροής του NOB-CR κατά τη λήψη ενός πακέτου	60
4.8	Παράδειγμα μείωσης της αξιοπιστίας λόγω της χρήσης redundant πακέτων	61
4.9	Παράδειγμα κωδικοποίησης με redundant πακέτα: (a) κωδικοποίηση χωρίς περιορισμούς και (b) προτεινόμενη λύση	62
4.10	Διάγραμμα ροής δεδομένων του NOB-CR κατά την απομάκρυνση ενός πακέτου από τη λίστα προώθησης	65
4.11	Διαχωρισμός της περιοχής εμβέλειας ενός κόμβου που (a) έλαβε τα πακέτα 1 και 2 (b) έλαβε, επιπλέον, διπλότυπο του πακέτου 2	66
4.12	Περιοχή που πρέπει να καλυφθεί για συνδυασμό τριών πακέτων (a) χωρίς να έχει προηγηθεί λήψη διπλοτύπου (b) με προηγούμενη λήψη διπλοτύπου	66
4.13	Αλλαγή του <i>Lightweight NOB-CR</i> στη δομή αναπαράστασης της <i>Λίστας Προώθησης</i>	68
5.1	Παράδειγμα διαδρομής κόμβου που ακολουθεί το μοντέλο RWP	73
5.2	Κέρδος της κωδικοποίησης σε διάφορα μεγέθη δικτύου (1 m/s, 2 pkts/s, $t_H=1$ sec, $t_{RAD}=0.2$ secs) (a) αραιή τοπολογία (b) πυκνή τοπολογία	78
5.3	Ποσοστό επιτυχούς παράδοσης σε διάφορα μεγέθη δικτύου (1 m/s, 2 pkts/s, $t_H=1$ sec, $t_{RAD}=0.2$ secs) (a) αραιή τοπολογία (b) πυκνή τοπολογία	79
5.4	Μέσος αριθμός προωθήσεων σε διάφορα μεγέθη δικτύου (1 m/s, 2 pkts/s, $t_H=1$ sec, $t_{RAD}=0.2$ secs) (a) αραιή τοπολογία (b) πυκνή τοπολογία	80
5.5	Παράδειγμα παράδοσης διπλοτύπων από διαφορετικά μονοπάτια	81
5.6	Μέση καθυστέρηση παράδοσης ενός πακέτου σε διάφορα μεγέθη δικτύου (1 m/s, 2 pkts/s, $t_H=1$ sec, $t_{RAD}=0.2$ secs) (a) αραιή τοπολογία (b) πυκνή τοπολογία	82
5.7	Συνολικός αριθμός πακέτων που εκπέμπονται σε διάφορα μεγέθη δικτύου (1 m/s, 2 pkts/s, $t_H=1$ sec, $t_{RAD}=0.2$ secs) (a) αραιή τοπολογία (b) πυκνή τοπολογία	83
5.8	Μέσος αριθμός διπλοτύπων ανά πακέτο σε διάφορα μεγέθη δικτύου (1 m/s, 2 pkts/s, $t_H=1$ sec, $t_{RAD}=0.2$ secs) (a) αραιή τοπολογία (b) πυκνή τοπολογία	84
5.9	(a) Ποσοστό επιτυχούς παράδοσης και (b) Μέσος αριθμός προωθήσεων για μεταβλητή κινητικότητα κόμβων (80 Nodes, 2 pkts/s, $t_H=1$ sec, $t_{RAD} = 0.2$ secs) για πυκνό δίκτυο (~ 30 neighbors)	85



5.10 (a) Συνολικός αριθμός πακέτων που εκπέμπονται και (b) Μέσος αριθμός διπλοτύπων ανά πακέτο για μεταβλητή κινητικότητα κόμβων (80 Nodes, 2 pkts/s, $t_H=1$ sec, $t_{RAD} = 0.2$ secs) για πυκνό δίκτυο (~ 30 neighbors) . . .	86
5.11 (a) Συνολικός αριθμός σφαλμάτων αποκωδικοποίησης για μεταβλητή κινητικότητα κόμβων και (b) Βάθος Κωδικοποίησης για ταχύτητα 20 m/sec (80 Nodes, 2 pkts/s, $t_H=1$ sec, $t_{RAD} = 0.2$ secs) για πυκνό δίκτυο (~ 30 neighbors)	87
5.12 (a) Κέρδος κωδικοποίησης και (b) Ποσοστό επιτυχούς παράδοσης για διαφορετικό Hello Interval (80 Nodes, 10 m/s, 2 pkts/s, $t_{RAD} = 0.2$ secs), για πυκνό δίκτυο (~ 30 neighbors)	88
5.13 (a) Συνολικός αριθμός πακέτων που εκπέμπονται και (b) Συνολικός αριθμός σφαλμάτων αποκωδικοποίησης για διαφορετικό Hello Interval (80 Nodes, 10 m/s, 2 pkts/s, $t_{RAD} = 0.2$ secs), για πυκνό δίκτυο (~ 30 neighbors)	89
5.14 (a) Μέσος αριθμός προωθήσεων για διαφορετικό Hello Interval και (b) (80 Nodes, 10 m/s, 2 pkts/s, $t_{RAD} = 0.2$ secs), για πυκνό δίκτυο (~ 30 neighbors)	90
5.15 (a) Κέρδος της κωδικοποίησης και (b) Ποσοστό επιτυχούς παράδοσης για διαφορετικό ρυθμό άφιξης νέων πακέτων (80 Nodes, 1 m/s, $t_H=1$ sec, $t_{RAD}=0.2$ secs) για πυκνό δίκτυο (~ 30 neighbors)	91
5.16 (a) Συνολικός αριθμός πακέτων που εκπέμπονται και (b) Μέσος αριθμός διπλοτύπων ανά πακέτο για διαφορετικό ρυθμό άφιξης νέων πακέτων (80 Nodes, 1 m/s, $t_H=1$ sec, $t_{RAD}=0.2$ secs) για πυκνό δίκτυο (~ 30 neighbors)	92
5.17 (a) Μέση καθυστέρηση παράδοσης και (b) Συνολικός αριθμός σφαλμάτων αποκωδικοποίησης για διαφορετικό ρυθμό άφιξης νέων πακέτων (80 Nodes, 1 m/s, $t_H=1$ sec, $t_{RAD}=0.2$ secs) για πυκνό δίκτυο (~ 30 neighbors)	92
5.18 (a) Κέρδος της κωδικοποίησης και (b) Μέση καθυστέρηση παράδοσης για διαφορετικό μέσο χρόνο αναμονής στη Λίστα Προώθησης (80 Nodes, 1 m/s, 2 pkts/s, $t_H=1$ sec) για πυκνό δίκτυο (~ 30 neighbors)	93
5.19 (a) Συνολικός αριθμός πακέτων που εκπέμπονται για διαφορετικό μέσο χρόνο αναμονής στη Λίστα Προώθησης και (b) Βάθος Κωδικοποίησης για μέσο χρόνο αναμονής 0.4 secs (80 Nodes, 1 m/s, 2 pkts/s, $t_H=1$ sec) για πυκνό δίκτυο (~ 30 neighbors)	94
5.20 (a) Ποσοστό επιτυχούς παράδοσης και (b) Μέσος αριθμός προωθήσεων για διαφορετικό μέσο χρόνο αναμονής στη Λίστα Προώθησης (80 Nodes, 1 m/s, 2 pkts/s, $t_H=1$ sec) για πυκνό δίκτυο (~ 30 neighbors)	95
5.21 Μέσος αριθμός διπλοτύπων ανά πακέτο για διαφορετικό μέσο χρόνο αναμονής στη Λίστα Προώθησης (80 Nodes, 1 m/s, 2 pkts/s, $t_H=1$ sec) για πυκνό δίκτυο (~ 30 neighbors)	96



ΕΥΡΕΤΗΡΙΟ ΠΙΝΑΚΩΝ

1.1	Εφαρμογές των <i>MANET</i>	5
5.1	Πίνακας τιμών των παραμέτρων προσομοίωσης	73
5.2	Πίνακας μεταβαλλόμενων τιμών των παραμέτρων προσομοίωσης	74



ΕΥΡΕΤΗΡΙΟ ΑΛΓΟΡΙΘΜΩΝ

1	Ο αλγόριθμος GSC	28
2	Αλγόριθμος απόφασης του <i>Relayed/UnRelayed</i>	30
3	Αλγόριθμος απόφασης του <i>Marked/UnMarked</i>	32
4	Αλγόριθμος απόφασης του <i>Modified Relayed/UnRelayed</i>	33
5	Αλγόριθμος εύρεσης ευκαιριών κωδικοποίησης του CodeB	44
6	Αλγόριθμος ανανέωσης πληροφορίας του MR/U	56
7	Νέος αλγόριθμος απόφασης του MR/U	58
8	Αλγόριθμος εύρεσης ευκαιριών κωδικοποίησης του NOB-CR	64
9	Αλγόριθμος εύρεσης ευκαιριών κωδικοποίησης του <i>Lightweight NOB-CR</i>	67
10	Αλγόριθμος εύρεσης ενημερωμένων γειτόνων του πακέτου p του <i>Lightweight NOB-CR</i>	69



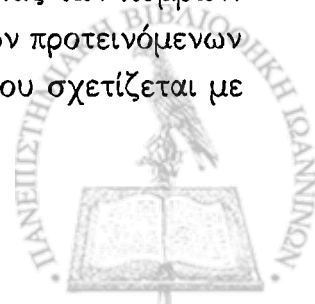
ΠΕΡΙΛΗΨΗ

Νικόλαος Παπανίκος του Στεργίου και της Άννας. MSc, Τμήμα Πληροφορικής, Πανεπιστήμιο Ιωαννίνων, Σεπτέμβριος, 2009. Αποδοτικοί Αλγόριθμοι Εκπομπής με Κωδικοποίηση Δικτύου σε Κινητά κατά Περίπτωση Δίκτυα.

Επιβλέπων: Ευάγγελος Παπαπέτρου.

Η εκπομπή (broadcast), δηλαδή η παράδοση ενός μηνύματος σε όλους τους κόμβους ενός δικτύου, κατέχει ιδιαίτερο ρόλο στα Κινητά κατά Περίπτωση Δίκτυα (MANETs) καθώς αποτελεί στοιχειώδη μηχανισμό πολλών πρωτοκόλλων δικτύωσης, όπως π.χ. τα πρωτόκολλα δρομολόγησης, πολυδιανομής κ.α. Ο πλέον απλός αλγόριθμος εκπομπής είναι η πλημμύρα. Ωστόσο, αυτή κρίνεται ακατάλληλη για ένα MANET λόγω του μεγάλου πλήθους των πλεονάζουσων μεταδόσεων που προκαλεί και οι οποίες κατασπαταλούν τους πολύτιμους πόρους του δικτύου. Για το λόγο αυτό έχει υπάρξει σημαντική ερευνητική δραστηριότητα που εστιάζει στην υλοποίηση αλγορίθμων εκπομπής με σκοπό να μειωθεί το πλήθος των κόμβων που χρειάζεται να προωθήσουν ένα μήνυμα. Παρά το γεγονός ότι πολλοί αλγόριθμοι επιτυγχάνουν βελτιωμένη απόδοση σε σχέση με την πλημμύρα, η απόδοσή τους απέχει πολύ από το να χαρακτηριστεί βέλτιστη.

Η βασική προσέγγιση που ακολουθείται στα πλαίσια της διατριβής αυτής είναι ότι η περαιτέρω βελτίωση των αλγορίθμων εκπομπής μπορεί να επιτευχθεί με τη χρήση τεχνικών που προέρχονται από τη Θεωρία της Πληροφορίας. Μια τέτοια τεχνική είναι η κωδικοποίηση δικτύου (network coding) που προδιαγράφει ότι δύο ή περισσότερα μηνύματα μπορούν να κωδικοποιηθούν, να μεταδοθούν μέσα από ένα δίκτυο και να αποκωδικοποιηθούν στον παραλήπτη με αποτέλεσμα την εξοικονόμηση των πόρων του δικτύου. Αποτέλεσμα της έρευνας στα πλαίσια της διατριβής αυτής είναι ο αλγόριθμος NOB, ο οποίος ενσωματώνει την τεχνική κωδικοποίησης δικτύου στο μηχανισμό εκπομπής σε ένα MANET. Ο αλγόριθμος NOB επιτυγχάνει σημαντικά βελτιωμένη απόδοση σε σχέση με τους παραδοσιακούς αλγορίθμους εκπομπής. Μια δεύτερη συνεισφορά της διατριβής είναι το γεγονός ότι η κωδικοποίηση δικτύου χρησιμοποιείται όχι μόνο για τη μείωση των εκπομπών αλλά και για την αύξηση της αξιοπιστίας των παραδοσιακών αλγορίθμων εκπομπής. Αποτέλεσμα της προσέγγισης αυτής είναι ο αλγόριθμος NOB-CR, ο οποίος επιδεικνύει σημαντικά βελτιωμένη αξιοπιστία ακόμη και σε συνθήκες συμφόρησης ή υψηλής κινητικότητας των κόμβων. Τέλος, η διατριβή περιγράφει λύσεις σχετικές με τα θέματα υλοποίησης των προτεινόμενων αλγορίθμων με στόχο την ελαχιστοποίηση του υπολογιστικού κόστους που σχετίζεται με την κωδικοποίηση δικτύου.



EXTENDED ABSTRACT IN ENGLISH

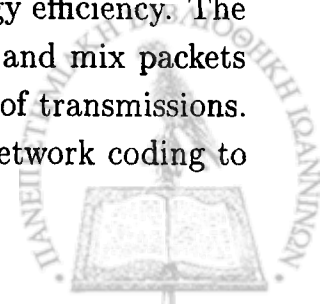
Papanikos, Nikolaos, S. MSc, Computer Science Department, University of Ioannina, Greece. September, 2009. Network Coding Based Broadcast Algorithms for Mobile Ad Hoc Networks.

Thesis Supervisor: Evangelos Papapetrou.

Nowadays, the use of Mobile Ad-Hoc Networks (MANETs) has been spread in many areas and has given rise to a variety of applications. MANETs enable communication between a group of nodes and allow them to form a network in absence of infrastructure components and centralized administration. The key feature of MANETs is that all nodes act as routers and forward each others' packets to enable information sharing between mobile hosts. Broadcast operations play an important role in MANETs as it is critical for other network operations such as routing, multicast, resource discovery etc. In a broadcasting task, a source node sends the same message to all the nodes in the network.

The most popular broadcasting technique is blind flooding, whereby each node receiving the broadcasted message will retransmit it to all its neighbors. The only "optimization" applied to this technique is that nodes remember messages received for flooding and do not act when receiving copies of the same message. However, blind flooding causes unnecessary bandwidth waste and collisions which results in many nodes not receiving the message. To date, research on efficient broadcast support for MANETs has proceeded two main approaches: probabilistic and deterministic. Probabilistic approaches require each node to rebroadcast the message to its neighbors with a given forwarding probability. On the other hand, in deterministic schemes the sending nodes select adjacent nodes that should relay the packet to complete the broadcast. Despite the fact that the above broadcasting approaches perform better than blind flooding, they are far from being characterized as optimal.

This thesis explores the integration of techniques originated from the field of Information Theory with the broadcast operation in MANETs. It has been proven that network coding can be exploited by various network protocols in both wired and wireless networks in order to achieve significant performance gains in terms of throughput and energy efficiency. The notion of network coding implies that intermediate nodes can combine and mix packets rather than merely forward them, hence resulting in a reduced number of transmissions. Towards this direction, we propose three novel algorithms that apply network coding to



dominant pruning (DP) based broadcast algorithms. The proposed algorithms can be directly applied to optimizations of the DP algorithm such as partial dominant pruning (PDP) and total dominant pruning (TDP).

A comprehensive study of broadcast algorithms with network coding led to the design of NOB algorithm. In particular, NOB focuses on the termination criterion that is used to terminate the broadcast process. A series of simulations pointed out that the termination criterion affects both the network coding gain and the reliability under network conditions commonly met in MANETs. Thus, NOB utilizes network coding with an alternative termination criterion called Modified Relayed/ UnRelayed so as to maximize the coding gain and the reliability of broadcast operation. The second contribution of this thesis is the NOB-CR algorithm, an extension of NOB. So far, NOB-CR is the first broadcast algorithm that exploits network coding to enhance message delivery and at the same time to minimize the number of required transmissions. To achieve this, NOB-CR forwards redundant packets when such packets have opportunities to be transmitted as encoded. In this way, potential non-informed nodes can be updated without the need of redundant transmissions and expensive acknowledgement schemes. Finally, we introduce Lightweight NOB-CR that extends NOB-CR with the aim to minimize the computational cost related to the integration of network coding and broadcast. To this end, we propose modifications in the way that coding opportunities are detected. The proposed modifications effectively reduce the time needed for identifying a coding opportunity without compromising the number of detected opportunities. Moreover, Lightweight NOB-CR minimizes storage needs by revising the procedure that manages information related to a packet reception. We show through extensive experimentation that the proposed algorithms achieve substantial improvement on coding gain which is combined with a high reliability of the broadcast operation.



ΚΕΦΑΛΑΙΟ 1

ΕΙΣΑΓΩΓΗ

1.1 Ασύρματη Δικτύωση και Κινητά Κατά Περίπτωση Δίκτυα

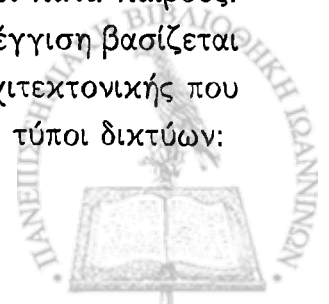
1.2 Αντικείμενο Διατριβής

1.3 Διάρθρωση της Διατριβής

1.1 Άσύρματη Δικτύωση και Κινητά Κατά Περίπτωση Δίκτυα

Η ασύρματη δικτύωση έχει αναπτυχθεί με εκθετικούς ρυθμούς την τελευταία δεκαετία. Μεγάλες αλλαγές έχουν λάβει μέρος όσον αφορά τις δικτυακές υποδομές, την προσφορά δικτυακών εφαρμογών και την παρουσία κινητών και φορητών συσκευών. Συσκευές, όπως φορητοί υπολογιστές, υπολογιστές παλάμης, *PDA*s και κινητά τηλέφωνα επεκτείνουν διαρκώς τις δυνατότητές τους, παίζοντας σημαντικό ρόλο στην καθημερινή μας ζωή. Παραδείγματα αποτελούν η πρόσβαση των χρηστών κινητών τηλεφώνων στο ηλεκτρονικό τους ταχυδρομείο από οπουδήποτε, η περιήγηση των ταξιδιωτών στο διαδίκτυο με τη χρήση φορητών υπολογιστών σε αεροδρόμια, εστιατόρια, καφετέριες και άλλες δημόσιες τοποθεσίες, η καθοδήγηση των ταξιδιωτών από *PDA*s με δείκτη *GPS* και η ασύρματη επικοινωνία όλων των συσκευών στο γραφείο ενός συνηθισμένου σπιτιού χωρίς την ανάγκη καλωδίων. Οι δικτυακές συσκευές εκτός από το να γίνονται μικρότερες σε διάσταση, φθηνότερες, πιο άνετες και πιο γρήγορες, επιπρόσθετα προσφέρουν και μια μεγάλη ποικιλία εφαρμογών και υπηρεσιών δικτύου. Σε όλους αυτούς τους παράγοντες οφείλεται και η ραγδαία ανάπτυξη της ασύρματης τεχνολογίας, η οποία με τη σειρά της προκαλεί έντονη ερευνητική δραστηριότητα για την περαιτέρω βελτίωσή της.

Πολλοί τρόποι κατηγοριοποίησης των ασύρματων δικτύων έχουν προταθεί κατά καιρούς. Στην ενότητα αυτή παρουσιάζονται οι δύο επικρατέστεροι. Η πρώτη προσέγγιση βασίζεται στον τρόπο που σχηματίζεται το ασύρματο δίκτυο και στον τύπο της αρχιτεκτονικής που χρησιμοποιείται. Με βάση την προσέγγιση αυτή διακρίνονται οι παρακάτω τύποι δικτύων:

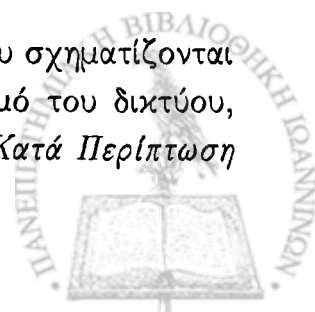


1. *Δίκτυο Υποδομής (Infrastructure-based)*: Δίκτυο με προκαθορισμένη υποδομή που αποτελείται από χαμηλής κινητικότητας ασύρματους κόμβους και στατικούς κόμβους που καλούνται πύλες. Οι δικτυακές υπηρεσίες προσφέρονται μέσω των κόμβων πυλών και κάθε άλλος κόμβος θα πρέπει να ανήκει στην εμβέλεια ενός κόμβου πύλη.
2. *Κατά Περίπτωση Δίκτυο (Ad hoc)*: Σε αυτή την περίπτωση, το δίκτυο σχηματίζεται δυναμικά από ένα σύνολο ανεξάρτητων κόμβων. Κανένας κόμβος δεν έχει μια προκαθορισμένη λειτουργία, όπως πχ. οι κόμβοι πύλες.

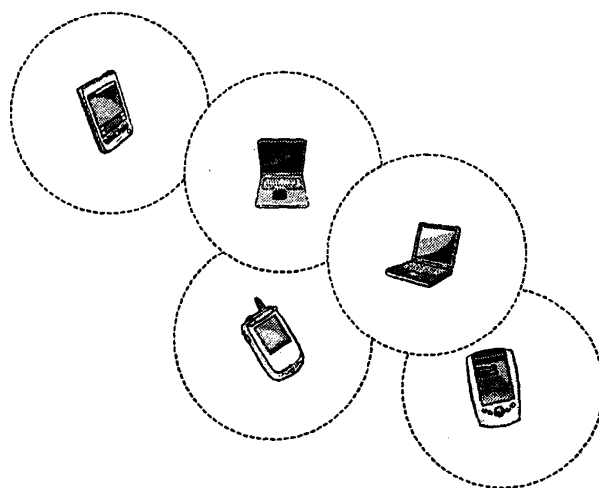
Όπως και στα ενσύρματα δίκτυα, τα ασύρματα δίκτυα μπορούν να ομαδοποιηθούν σύμφωνα με την απόσταση που αυτά καλύπτουν:

1. *Ασύρματα Δίκτυα Ευρείας Περιοχής (WWANs)*: Δίκτυα τα οποία επιτρέπουν συνδέσεις σε μεγάλες γεωγραφικές περιοχές, όπως π.χ. χώρες, με τη χρήση πολλών συστημάτων κεραιών. Η διαχείριση των δικτύων αυτών γίνεται από ειδικούς Παρόχους Υπηρεσιών και τυπικά παραδείγματα αποτελούν τα δίκτυα κινητής τηλεφωνίας, όπως πχ. *GSM*, καθώς και τα δορυφορικά δίκτυα.
2. *Ασύρματα Μητροπολιτικά Δίκτυα (WMANs)*: Είναι επίσης δίκτυα υποδομής που επιτρέπουν συνδέσεις από πολλά σημεία εντός μιας μητροπολιτικής περιοχής, που μπορεί να είναι πολλαπλά κτίρια γραφείων ή μια πόλη. Επιπρόσθετα, τα δίκτυα αυτά μπορούν να λειτουργήσουν ως βοηθητικά των ενσύρματων δικτύων, σε περιπτώσεις που οι απαιτήσεις δικτύωσης είναι μεγάλες.
3. *Ασύρματα Τοπικά Δίκτυα (WLANs)*: Δίκτυα που καλύπτουν τις ανάγκες δικτύωσης σε μικρή έκταση, όπως για παράδειγμα το κτίριο μιας σχολής Πανεπιστημίου. Επιπλέον μπορούν να λειτουργήσουν τόσο ως δίκτυα υποδομής, όσο και ως Κατά Περίπτωση Δίκτυα. Στη δομημένη λειτουργία, οι ασύρματοι σταθμοί συνδέονται σε ασύρματους δρομολογητές, οι οποίοι λειτουργούν ως γέφυρες ανάμεσα στους ασύρματους σταθμούς και στο δίκτυο υποδομής. Αντίθετα, στην *ad hoc* λειτουργία, σχηματίζεται ένα προσωρινό δίκτυο ανάμεσα στους ασύρματους σταθμούς για τη ανταλλαγή δεδομένων.
4. *Ασύρματα Προσωπικά Δίκτυα (WPANs)*: Τα δίκτυα αυτά λειτουργούν με *ad hoc* τρόπο και προσφέρονται για συνδέσεις μεταξύ ασυρμάτων συσκευών, όπως κινητά τηλέφωνα, *PDAs* και φορητοί υπολογιστές, που βρίσκονται σε πολύ κοντινές αποστάσεις της τάξης των 10 μέτρων. Η πιο γνωστή τεχνολογία που χρησιμοποιούν αυτά τα δίκτυα είναι η τεχνολογία *Bluetooth*.

Η διατριβή αυτή εστιάζει στα τοπικά ασύρματα δίκτυα και κυρίως αυτά που σχηματίζονται με *ad hoc* λειτουργία. Όταν κάθε κόμβος, που μετέχει στο σχηματισμό του δικτύου, κινείται τυχαία στο χώρο, τότε τα δίκτυα αυτά αναφέρονται ως *Κινητά Κατά Περίπτωση*



Δίκτυα (Mobile Ad Hoc Networks-MANET)¹. Τα δίκτυα αυτά, όπως αυτό του σχήματος 1.1, σχηματίζονται δυναμικά από ένα αυτόνομο σύστημα από κινούμενους κόμβους που είναι ασύρματα συνδεδεμένοι μεταξύ τους χωρίς τη χρήση κάποιας υποδομής ή κάποιας κεντροποιημένης διαχείρισης. Επίσης, αποτελούν επέκταση των δικτύων Ad Hoc τα οποία έχουν καλές ιδιότητες, αλλά μικρή σχετικά εμβέλεια. Βασική τους διαφορά από τα Ad Hoc δίκτυα είναι ότι για να φτάσει ένα πακέτο στον προορισμό του πιθανόν πρέπει να δρομολογηθεί μέσω πολλών άλλων αλμάτων, λόγος για τον οποίο τα δίκτυα αυτά είναι γνωστά και ως *Κινητά Κατά Περίπτωση Δίκτυα πολλών αλμάτων*. Αυτό έχει ως αποτέλεσμα τη συμμετοχή όλων των κόμβων ως δρομολογητές, ώστε να καλυφθούν όλες οι διαδρομές από έναν αποστολέα σε έναν παραλήπτη. Τα πακέτα που μεταδίδονται σε αυτά τα δίκτυα συνήθως εκπέμπονται πάνω από μια φορά από ενδιαμέσους κόμβους. Κάθε κόμβος μπορεί να επικοινωνήσει με όλους τους κόμβους που βρίσκονται εντός της εμβέλειας του, η οποία και είναι της τάξης των 100 έως 300 μέτρων. Για επικοινωνία με κόμβους που βρίσκονται εκτός εμβέλειας πρέπει να χρησιμοποιηθούν ενδιάμεσοι κόμβοι ώστε να προωθήσουν την πληροφορία από άλμα σε άλμα.

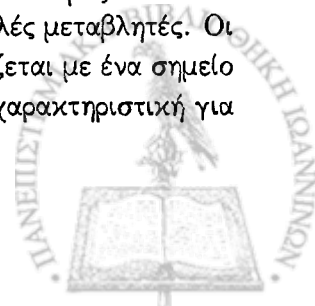


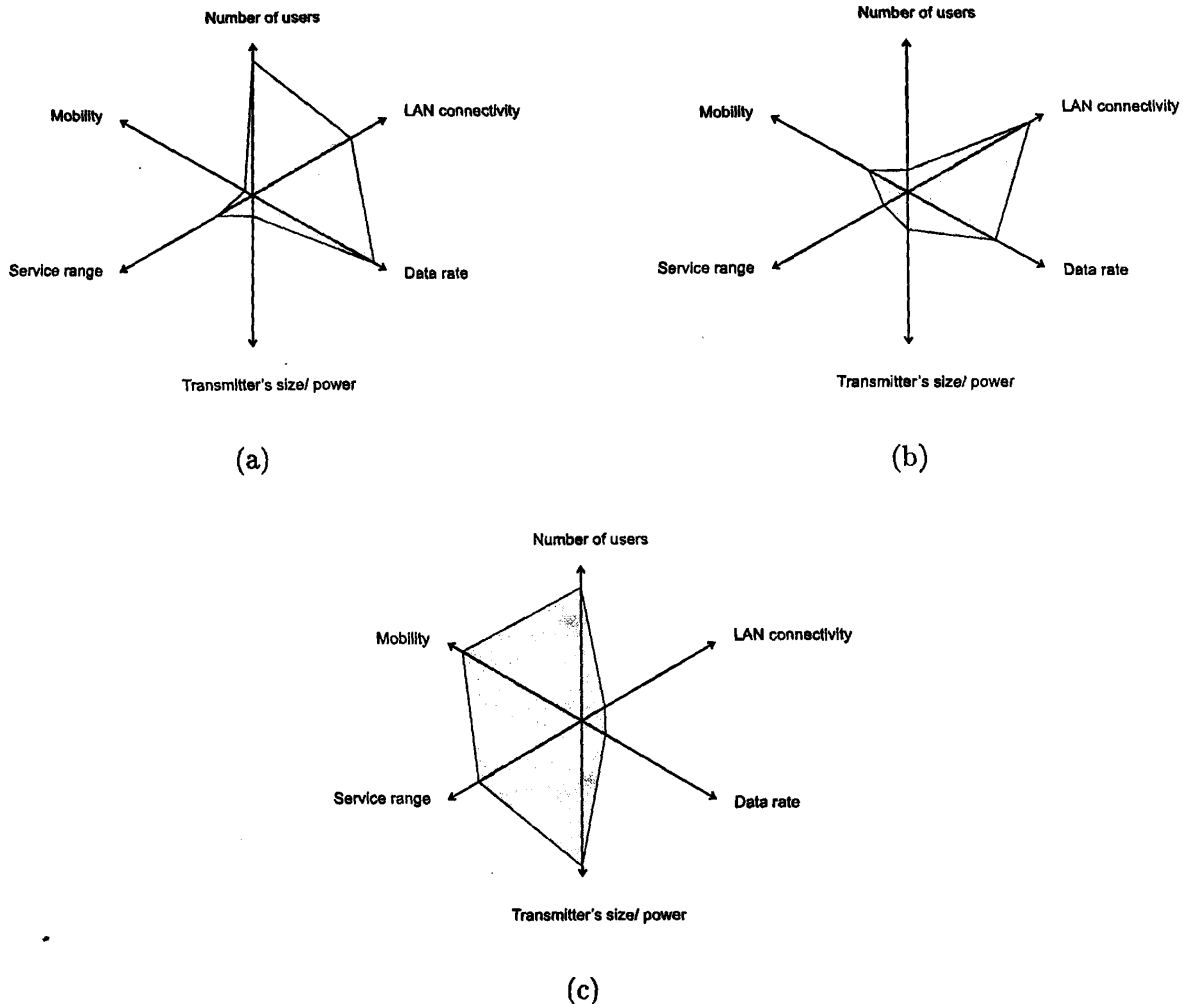
Σχήμα 1.1: Παράδειγμα δικτύου *MANET*

Στο σχήμα 1.2, παρουσιάζεται μια σύγκριση ανάμεσα στο Ενσύρματο Τοπικό Δίκτυο, το Ασύρματο Τοπικό Δίκτυο και τα Κινητά Κατά Περίπτωση Δίκτυα. Η σύγκριση γίνεται με τη χρήση γραφημάτων *Kiviat*², στα οποία παρουσιάζονται τα πιο σημαντικά χαρακτηριστικά ενός τοπικού δικτύου [44]. Ένα χαρακτηριστικό που διαφοροποιεί τα *MANET* από τους άλλους τύπους δικτύων είναι οι πόροι που διατίθενται από κάθε φορητή συσκευή που συμμετέχει στο δίκτυο, θέτοντας όρια στο μέγεθος της μνήμης, της υπολογιστικής ισχύος, της ενέργειας και του εύρους ζώνης. Άλλες διαφορές σχετίζονται με τη φύση των εφαρμογών των *MANET*, τα οποία καλούνται να αντεπεξέλθουν σε περιπτώσεις μεγάλου αριθμού

¹ Στο υπόλοιπο της διατριβής για τα Κινητά Κατά Περίπτωση Δίκτυα θα χρησιμοποιείται ο όρος *MANET*.

² Ένα γράφημα *Kiviat* προσφέρει ένα γραφικό τρόπο σύγκρισης συστημάτων με πολλές μεταβλητές. Οι μεταβλητές σχεδιάζονται με ίσες γωνίες μεταξύ τους. Ένα συγκεκριμένο σύστημα ορίζεται με ένα σημείο πάνω στην κάθε μεταβλητή. Τα σημεία αυτά ενώνονται δίνοντας μια μορφή που είναι χαρακτηριστική για αυτό το σύστημα.





Σχήμα 1.2: Σύγκριση (a) Ενσύρματο Τοπικό Δίκτυο (LAN) (b) Ασύρματο Τοπικό Δίκτυο (WLAN) (c) Κινητό Κατά Περίπτωση Δίκτυο (MANET) με διαγράμματα *Kiviat*

συμμετεχόντων στο δίκτυο που κινούνται τυχαία και απρόβλεπτα. Επίσης, συνήθως το μέγεθος της περιοχής εξυπηρέτησης των δικτύων αυτών είναι αρκετά μεγάλο και δεν είναι επιθυμητή η ανάγκη σταθερής υποδομής, όπως για παράδειγμα ενός κόμβου βάσης, για την εύρυθμη λειτουργία.

Τα *MANET* εξετάστηκαν για πρώτη φορά για στρατιωτικές εφαρμογές το 1972, στα πλαίσια του *DARPA Packet Radio Network (PRNet)* [13]. Με την ωρίμανση της τεχνολογίας και τη διάθεση φορητών συσκευών σε χαμηλό κόστος, οι εφαρμογές των *MANET* επεκτάθηκαν σε πολλούς τομείς τα τελευταία χρόνια. Οι πιο γνωστές εφαρμογές των δικτύων αυτών παρατίθενται στον πίνακα 1.1.

Η ραγδαία εξέλιξη των εφαρμογών των *MANET* έχει στρέψει και το ενδιαφέρον της επιστημονικής κοινότητας προς αυτά, μιας και τα δίκτυα αυτά βρίσκονται ακόμη σε εμβρυακό στάδιο και η απόδοσή τους απέχει αρκετά από το βέλτιστο δυνατό. Τα ιδιαίτερα χαρακτηριστικά των δικτύων αυτών αποτελούν τροχοπέδη στην προσπάθεια εύρεσης αποδοτικών δικτυακών αλγορίθμων, οι οποίοι θα είναι σε θέση να εγγυώνται την αξιόπιστη λειτουργία

Πίνακας 1.1: Εφαρμογές των MANET

Εφαρμογή	Σύνοψη Περιγραφή
Tactical Networks	Στρατιωτική επικοινωνία, Δικτύωση σωμάτων ασφαλείας.
Sensor Networks	Σύνολο από αισθητήρες που χρησιμοποιούνται για συλλογή δεδομένων πραγματικού χρόνου και διαβίβασή τους σε κάποιο κεντρικό κόμβο. Τέτοια δεδομένα μπορεί να περιγράφουν καιρικά φαινόμενα, σεισμική δραστηριότητα, κ.α.
Δικτύωση σε Περιπτώσεις Εχτάκτου Ανάγκης	Επικοινωνία και συντονισμός ανάμεσα σε ομάδες διάσωσης (π.χ. πυροσβέστες, ασθενοφόρα) σε περιπτώσεις καταστροφών σε αντικατάσταση των ενσύρματων δικτύων σε περίπτωση καταστροφή τους από φυσικά αίτια.
Εμπορικές Εφαρμογές	Ηλεκτρονικό Εμπόριο, ηλεκτρονικές πληρωμές οπουδήποτε (π.χ. σε αεροδρόμια, εμπορικά κέντρα, κ.λ.π.).
Εκπαιδευτικές Εφαρμογές	Σχηματισμός προσωρινών δικτύων κατά τη διάρκεια συνεδρίων, συναντήσεων και παραδόσεων.



τους. Στη συνέχεια, παρατίθενται τα σημαντικότερα δικτυακά ζητήματα που προκύπτουν κατά την προσπάθεια της σχεδίασης αλγορίθμων για *MANET*.

- *Έλειψη υποδομής:* Η λειτουργία των *MANET* χωρίς την ανάγκη κάποιας υποδομής σε συνδυασμό με την ασύρματη φύση τους δημιουργούν επιπλέον σχεδιαστικά ζητήματα σε σχέση με τα ενσύρματα δίκτυα. Η έλλειψη υποδομής σημαίνει και έλλειψη κεντροποιημένης διαχείρισης, η οποία οδηγεί στην κατανομή των αρμοδιοτήτων του δικτύου ανάμεσα στους κόμβους που συμμετέχουν. Ως αποτέλεσμα απαιτούνται κατανεμημένοι αλγόριθμοι διαχείρισης δικτύου. Ο σχεδιασμός αυτών των αλγορίθμων γίνεται πιο δύσκολος με πτυχές του όπως η ανάκαμψη από σφάλματα να είναι σαφώς πιο πολύπλοκες.
- *Δυναμικές αλλαγές της τοπολογίας:* Η τυχαιότητα της κίνησης των κόμβων αποτελεί ένα άλλο χαρακτηριστικό που εισάγει νέες απαιτήσεις. Όσο κινείται αυθαίρετα κάθε κόμβος τόσο αυξάνονται και οι πιθανότητες να αλλάξει η δομή του δικτύου, να περιοριστεί η συνδεσιμότητά του και να υπάρξουν απώλειες πακέτων.
- *Φύση του ασύρματου μέσου:* Η φύση του ασύρματου μέσου επιφέρει νέα προβλήματα στη μετάδοση των πακέτων που χρήζουν λύσης όπως ο θόρυβος, οι παρεμβολές, τα εμπόδια, το πρόβλημα του κρυφού τερματικού κλπ. Τα προβλήματα αυτά επηρεάζουν άμεσα τη λειτουργία των αλγορίθμων διαχείρισης δικτύου. Γι' αυτό το λόγο απαιτείται κατά το σχεδιασμό των αλγορίθμων αυτών να λαμβάνονται υπόψιν όλα τα παραπάνω προβλήματα.
- *Περιορισμένο Εύρος ζώνης:* Οι περιορισμός του εύρους ζώνης των *MANET* σε σχέση με τα ενσύρματα δίκτυα έχει ως συνέπεια την συχνή εμφάνιση συμφόρησης στο δίκτυο, η οποία πρέπει να αντιμετωπιστεί. Επομένως, η λειτουργία των αλγορίθμων διαχείρισης δικτύου θα πρέπει να είναι τέτοια ώστε να ανταπεξέρχεται υπό συνθήκες συμφόρησης.
- *Περιορισμένοι πόροι σε κάθε κόμβο:* Οι μικρές δυνατότητες των κόμβων ενός *MANET* όσον αφορά την υπολογιστική ισχύ, τη μνήμη και τη διάρκεια της μπαταρίας θέτουν όρια στις εφαρμογές και στις υπηρεσίες που προσφέρουν. Επιπλέον από τη στιγμή που κάθε κόμβος λειτουργεί και ως δρομολογητής, τα όρια αυτά γίνονται ακόμη πιο περιοριστικά. Επομένως είναι επιτακτική η σχεδίαση αλγορίθμων για *MANET* με στόχο την εξοικονόμηση των πόρων αυτών.

1.2 Αντικείμενο Διατριβής

Η διατριβή αυτή ασχολείται με την *Εκπομπή ή Ευρεία Μετάδοση* σε δίκτυα *MANET*. Κατά τη διαδικασία της εκπομπής ένας κόμβος πηγή στέλνει ένα μήνυμα σε όλους τους κόμβους που σχηματίζουν το δίκτυο. Η εκπομπή είναι σημαντική διότι χρησιμοποιείται ως

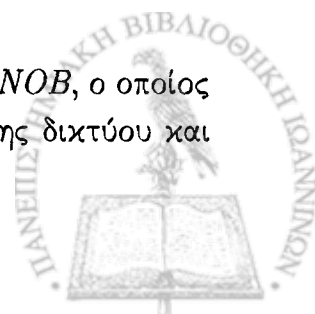


στοιχειώδης μηχανισμός σε πολλά πρωτόκολλα του επιπέδου δικτύου. Αυτό την καθιστά βασικό μηχανισμό για πολλά πρωτόκολλα *Δρομολόγησης* (Routing Protocols), *Πολυδιανομής* (Multicasting) και αναζήτησης πόρων (Resource Discovery). Για την εκπομπή σε *MANET* έχουν προταθεί αρκετοί αλγόριθμοι με διαφορετική φιλοσοφία στον τρόπο λειτουργίας τους, οι οποίοι αντιμετωπίζουν αρκετά από τα δικτυακά ζητήματα που παρουσιάστηκαν προηγουμένως. Ωστόσο, η απόδοσή τους παραμένει σε χαμηλά επίπεδα αποτυγχάνοντας να παραδώσουν όλα τα πακέτα σε όλους τους κόμβους ελαχιστοποιώντας τις αναγκαίες μεταδόσεις. Ο αριθμός των μεταδόσεων κατά την εκπομπή είναι κρίσιμο στοιχείο ενός αλγορίθμου εκπομπής. Αν ένας αλγόριθμος εκπομπής προκαλεί μικρό αριθμό προωθήσεων πακέτων τότε δίνεται η δυνατότητα εξοικονόμησης ενέργειας στους κόμβους του δικτύου, διότι οι κόμβοι χρειάζεται να μεταδίδουν κατά μέσο όρο λιγότερα πακέτα. Επίσης, ο μικρός αριθμός προωθήσεων πακέτων συνεισφέρει στην εξοικονόμηση εύρους ζώνης του κοινού μέσου και στην καλύτερη αξιοποίησή του από τα υπόλοιπα πρωτόκολλα δικτύωσης. Το γεγονός αυτό σε συνδυασμό με την έκρηξη των εμπορικών εφαρμογών των *MANET* επιτάσσει τη δημιουργία νέων αποδοτικών αλγορίθμων εκπομπής.

Μια νέα τεχνική υπό τον όρο *Πρακτική Κωδικοποίηση Δικτύου* (Practical Network Coding) προσφέρει λύσεις στους αλγορίθμους εκπομπής, οι οποίες μπορούν να εγγυηθούν μείωση στον αριθμό των μεταδόσεων κατά την εκπομπή πακέτων. Η τεχνική αυτή είναι δανεισμένη από τον τομέα της *Θεωρίας της Πληροφορίας* και βρήκε πρακτική εφαρμογή στα *MANET* τα τελευταία χρόνια [4]. Η έλευσή της άλλαξε τα δεδομένα τόσο της δρομολόγησης όσο και της εκπομπής, και εγκαινίασε μια νέα γενιά αποδοτικών αλγορίθμων. Η βασική ιδέα της *Πρακτικής Κωδικοποίησης Δικτύου* στηρίζεται στο συνδυασμό πολλαπλών πακέτων σε ένα όταν υπάρχουν οι κατάλληλες συνθήκες και εκπομπή μονάχα αυτού του πακέτου. Η τεχνική αυτή, όπως γίνεται κατανοητό, επιφέρει σημαντική μείωση στο συνολικό αριθμό εκπομπής πακέτων χωρίς να επηρεάζει την αξιοπιστία του. Κατ' επέκταση, η *Πρακτική Κωδικοποίηση Δικτύου* έχει σημαντικά οφέλη στην εξοικονόμηση των πόρων κάθε κόμβου και στην αποτελεσματικότερη αξιοποίηση του εύρους ζώνης που προσφέρεται σε ένα *MANET*.

Σκοπός της διατριβής αυτής είναι η βελτιστοποίηση της απόδοσης της εκπομπής στα *MANET*. Προς την κατεύθυνση αυτή προτείνονται τρεις αλγόριθμοι που στοχεύουν στην παράδοση όλων των πακέτων σε όλους τους κόμβους του δικτύου με όσο το δυνατόν λιγότερες μεταδόσεις. Για την επίτευξη του στόχου αυτού χρησιμοποιείται η τεχνική της πρακτικής κωδικοποίησης δικτύου. Πιο συγκεκριμένα, οι τρεις προτεινόμενοι αλγόριθμοι βασίζονται σε αλγορίθμους εκπομπής της γενιάς DP [28] με νέο κριτήριο τερματισμού [51], οι οποίοι συνδυάζονται με την κωδικοποίηση δικτύου που βασίζεται στο bitwise XOR. Ο συνδυασμός αυτός εκτός από την ελαχιστοποίηση των μεταδόσεων επιφέρει καρπούς και στην ενίσχυση της αξιοπιστίας τους αλγορίθμου, παραδίδοντας τα εκπεμπόμενα πακέτα σε περισσότερους κόμβους του *MANET*.

Την πρώτη πρόταση στα πλαίσια της διατριβής αυτής αποτελεί ο αλγόριθμος *NOB*, ο οποίος είναι καρπός της έρευνας που έγινε πάνω στο συνδυασμό της κωδικοποίησης δικτύου και



αλγορίθμων εκπομπής. Ειδικότερα, ο NOB εστιάζει στην τεχνική που χρησιμοποιείται για τον τερματισμό των αλγορίθμων εκπομπής και λέγεται *Κριτήριο Τερματισμού*. Η τεχνική αυτή, όπως αποδεικνύεται μέσω πειραματικών μετρήσεων, επηρεάζει σημαντικά το κέρδος που προέρχεται από την κωδικοποίηση δικτύου. Επίσης, το κριτήριο τερματισμού είναι υπεύθυνο για το ποσοστό των διπλοτύπων που διακινούνται στο δίκτυο, το οποίο υπό συνθήκες μπορεί να έχει θετικές συνέπειες στην παράδοση των πακέτων σε όλους τους κόμβους του δικτύου. Μέχρι σήμερα σε αλγορίθμους εκπομπής με κωδικοποίηση δικτύου έχει χρησιμοποιηθεί το κριτήριο τερματισμού *Marked/ UnMarked* [29], σύμφωνα με το οποίο κάθε φορά που λαμβάνεται κάποιο διπλότυπο επαναπροωθείται μέχρις ότου όλοι οι κόμβοι που βρίσκονται στην εμβέλεια του κόμβου να το λάβουν. Το κριτήριο αυτό, όπως αποδεικνύεται, παρουσιάζει προβλήματα όταν διαμορφώνονται συνθήκες συμφόρησης στο δίκτυο. Ως αποτέλεσμα, ο NOB προτείνει τη χρήση κάποιου άλλου κριτηρίου τερματισμού με το όνομα *Modified Relayed/ UnRelayed* [51], που χαρακτηρίζεται από καλή απόδοση σε συνθήκες συμφόρησης. Το κριτήριο τερματισμού αυτό λαμβάνει την απόφαση να μην προωθήσει κάποιο διπλότυπο αν έχει ξαναλάβει το πακέτο αυτό στο παρελθόν, άσχετα αν την προηγούμενη φορά το προώθησε ή όχι. Ο βασικός στόχος του NOB συνίσταται από τον συνδυασμό του *Modified Relayed/UnRelayed* και της κωδικοποίησης δικτύου με τέτοιο τρόπο ώστε να διατηρεί τα πλεονεκτήματα και των δύο τεχνικών. Ο συνδυασμός αυτός, αν και εκ πρώτης όψεως φαίνεται εύκολα εφαρμόσιμος, αντιμετωπίζει προβλήματα που οφείλονται στη λειτουργία της κωδικοποίησης δικτύου. Πιο συγκεκριμένα η κωδικοποίηση δικτύου απαιτεί την τυχαία καθυστέρηση των πακέτων σε κάθε άλμα, γεγονός που προκαλεί αναδιάταξη των πακέτων αυτών αλλάζοντας τη σειρά εκπομπής τους. Ωστόσο, μια τέτοια αλλαγή στη σειρά προκαλεί προβλήματα στην αναγνώριση διπλοτύπων πακέτων που έχουν ληφθεί ξανά στο παρελθόν με συνέπεια να επηρεάζεται η απόφαση του κριτηρίου τερματισμού. Ο NOB παρουσιάζει μια λύση στο πρόβλημα αυτό εισάγοντας μια νέα κατάλληλη δομή και αποδοτικούς αλγόριθμους για τη διαχείρισή της. Η δομή αυτή έχει χαμηλές απαιτήσεις σε μνήμη και επεξεργαστική ισχύ σε σχέση με τις απαιτήσεις του κριτηρίου τερματισμού *Marked/ UnMarked*. Το γεγονός αυτό προσθέτει ακόμη ένα θετικό επιχείρημα υπέρ της χρήσης του κριτηρίου τερματισμού *Modified Relayed/ UnRelayed*. Η καταλληλότητα της προτεινόμενης λύσης αποδεικνύεται μέσω πειραματικών μετρήσεων, όπου αναδεικνύεται η ανωτερότητα του κριτηρίου *Modified Relayed/UnRelayed* και στην εκπομπή με κωδικοποίηση δικτύου. Επιπλέον, οι πειραματικές μετρήσεις αποδεικνύουν ότι ο NOB ταυτόχρονα αυξάνει και το κέρδος που προέρχεται από την κωδικοποίηση δικτύου.

Η δεύτερη πρόταση της διατριβής αυτής αποτελεί μια επέκταση του NOB με το όνομα *NOB-CR*. Ο αλγόριθμος αυτός στοχεύει στη διατήρηση της αξιοπιστίας των αλγορίθμων εκπομπής, η οποία παρατηρήθηκε ότι έχει πτωτική τάση σε ορισμένες περιπτώσεις. Μια τέτοια περίπτωση εμφανίζεται όταν, λόγω της μεγάλης κινητικότητας, η τοπολογία του δικτύου μεταβάλλεται διαρκώς. Σε τέτοιες περιπτώσεις οι πληροφορίες κάθε κόμβου για την εικόνα του δικτύου δεν αντικατοπτρίζουν την πραγματικότητα με συνέπεια να λαμβάνονται λανθασμένες αποφάσεις για την προώθηση πακέτων. Άλλη μια τέτοια περίπτωση εμφανίζεται όταν υπάρχει συμφόρηση στο δίκτυο που μπορεί να προκαλέσει πολλαπλές απώλειες



πακέτων, με αποτέλεσμα αυτά να μη φτάνουν ποτέ σε ένα υποσύνολο κόμβων του δικτύου. Στόχος του NOB-CR είναι η αξιοποίηση της κωδικοποίησης δικτύου για την αποστολή διπλοτύπων πακέτων, τα οποία βοηθούν στην αντιμετώπιση των παραπάνω καταστάσεων. Τονίζεται ότι ο αλγόριθμος NOB-CR δεν δημιουργεί επιπλέον προωθήσεις, γεγονός που τον καθιστά ιδανικό όταν στο δίκτυο διαμορφώνονται συνθήκες συμφόρησης. Πειραματικά αποτελέσματα αποδεικνύουν ότι ο NOB-CR συγκρινόμενος με τον NOB και υπάρχουσες λύσεις όχι μόνο πετυχαίνει το στόχο του, αλλά παραδίδει πακέτα σε περισσότερους κόμβους υπό όλες τις συνθήκες ενός MANET. Παράλληλα ο NOB-CR πετυχαίνει μείωση του αριθμού των προωθήσεων, μεγιστοποιώντας το κέρδος που προέρχεται από την κωδικοποίηση δικτύου.

Ο τελευταίος αλγόριθμος που προτείνεται στην παρούσα διατριβή ονομάζεται *Lightweight NOB-CR*. Ο αλγόριθμος αυτός επεκτείνει τον NOB-CR με βασικό στόχο την ελαχιστοποίηση του υπολογιστικού κόστους που προέρχεται από την ενσωμάτωση της κωδικοποίησης δικτύου στην εκπομπή. Προς την κατεύθυνση αυτή πραγματοποιεί αλλαγές στον τρόπο εύρεσης πακέτων που μπορούν να συνδυαστούν και να αποσταλούν ως ένα κωδικοποιημένο πακέτο. Μέχρι στιγμής, ο τρόπος που χρησιμοποιείται έχει υψηλές ανάγκες σε πόρους μνήμης και επεξεργαστικής ισχύος. Το γεγονός αυτό δυσκολεύει την ενσωμάτωση της κωδικοποίησης δικτύου σε δίκτυα *MANET* που, όπως είναι λογικό, χαρακτηρίζονται από περιορισμένους πόρους. Η πρώτη αλλαγή που προτείνει ο *Lightweight NOB-CR* σχετίζεται με τον αλγόριθμο που αναζητά ανάμεσα στα πακέτα για πιθανούς συνδυασμούς. Στο πλαίσιο αυτό, προτείνεται ένας νέος ευρετικός αλγόριθμος που χαρακτηρίζεται από μειωμένη χρονική πολυπλοκότητα. Ο αλγόριθμος αυτός πετυχαίνει το ίδιο αποτέλεσμα με τους ήδη υπάρχοντες, μειώνοντας ωστόσο το υπολογιστικό κόστος της εξέτασης. Η δεύτερη αλλαγή του *Lightweight NOB-CR* έχει ως στόχο την εξοικονόμηση μνήμης σε κάθε κόμβο του *MANET*. Για το λόγο αυτό ο *Lightweight NOB-CR* εστιάζει στην ανάγκη διατήρησης πληροφοριών για την εύρεση ευκαιριών κωδικοποίησης. Πιο συγκεκριμένα, οι πληροφορίες αυτές περιέχουν ένα ιστορικό λήψης πακέτων για κάθε γείτονα ενός κόμβου, με αποτέλεσμα να προκαλείται μεγάλη επιβάρυνση της μνήμης. Ο *Lightweight NOB-CR* έρχεται να ανεξαρτητοποιήσει την κωδικοποίηση του δικτύου από τις πληροφορίες αυτές και να εξοικονομήσει σημαντικό τμήμα της περιορισμένης μνήμης κάθε κόμβου. Επιπλέον, πειραματικές μετρήσεις έδειξαν ότι η αποκοπή του τρόπου εύρεσης ευκαιριών κωδικοποίησης από τη δαπανηρή διατήρηση πληροφοριών δεν έχει ιδιαίτερες συνέπειες στο κέρδος που επιφέρει η κωδικοποίηση. Επίσης τονίζεται ότι ο *Lightweight NOB-CR* έχει σχεδιαστεί έτσι ώστε να μπορεί να λειτουργήσει επιτυχώς και με τις πληροφορίες και δίχως αυτές πετυχαίνοντας το καλύτερο δυνατό αποτέλεσμα.

1.3 Διάρθρωση της Διατριβής

Η διατριβή έχει την ακόλουθη διάρθρωση. Το Κεφάλαιο 2 παρουσιάζει αναλυτικά το μοντέλο των ασύρματων δικτύων, το πρόβλημα με το οποίο ασχολείται η διατριβή και τις



σχετικές εργασίες που έχουν προταθεί πάνω στο ίδιο αντικείμενο. Στο κεφάλαιο 3 παρουσιάζονται τα ζητήματα υλοποίησης που προκύπτουν κατά τη σχεδίαση αλγορίθμων εκπομπής με κωδικοποίηση δικτύου. Αρχικά, αναλύονται τα ζητήματα των αλγορίθμων εκπομπής και της κωδικοποίησης δικτύου ξεχωριστά. Στη συνέχεια περιγράφονται τα ζητήματα υλοποίησης που προκύπτουν από το συνδυασμό των αλγορίθμων εκπομπής και της κωδικοποίησης δικτύου. Για την περιγραφή αυτή χρησιμοποιείται ο αποδοτικότερος μέχρι στιγμής αλγόριθμος εκπομπής με κωδικοποίηση δικτύου, που ονομάζεται CodeB [27]. Στο κεφάλαιο 4 παρουσιάζονται οι προτεινόμενες λύσεις για το πρόβλημα της εκπομπής σε *MANET*. Αρχικά, γίνεται μια αξιολόγηση του CodeB που καταδεικνύει τη χαμηλή απόδοσή του υπό ορισμένες συνθήκες. Έπειτα, περιγράφονται οι τρεις νέοι αλγόριθμοι NOB, NOB-CR και Lightweight NOB-CR και αναλύεται ο τρόπος λειτουργίας τους. Στο κεφάλαιο 5 αρχικά παρουσιάζεται το μοντέλο προσομοίωσης πάνω στο οποίο βασίζεται η αξιολόγηση των προτεινόμενων αλγορίθμων. Ακολουθεί η περιγραφή των παραμέτρων του μοντέλου προσομοίωσης και των μετρικών που χρησιμοποιήθηκαν για την αξιολόγηση των προταθέντων αλγορίθμων. Στη συνέχεια παρουσιάζονται τα αποτελέσματα των προσομοιώσεων μαζί με εκτενή σχολιασμό της απόδοσης των προτεινόμενων αλγορίθμων. Στο τελευταίο κεφάλαιο συνοψίζονται τα αποτελέσματα και η συμβολή της παρούσας διατριβής.



ΚΕΦΑΛΑΙΟ 2

ΟΡΙΣΜΟΙ ΚΑΙ ΣΧΕΤΙΚΗ ΒΙΒΛΙΟΓΡΑΦΙΑ

2.1 Μοντελοποίηση των MANET και χρήσιμη ορολογία

2.2 Εκπομπή σε MANET

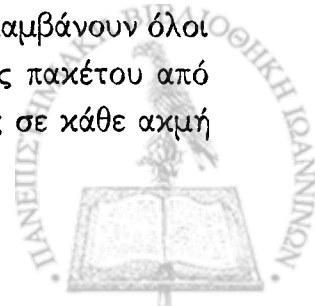
2.2 Πρακτική Κωδικοποίηση Δικτύου σε MANET

Αντικείμενο αυτού του κεφαλαίου αποτελεί η παρουσίαση των αλγορίθμων εκπομπής με κωδικοποίηση δικτύου που έχουν προταθεί μέχρι στιγμής στη βιβλιογραφία. Πριν γίνει η παρουσίαση αυτή, προηγείται η περιγραφή δύο σημαντικών κατηγοριών παραδοσιακών αλγορίθμων εκπομπής. Η προσέγγιση αυτή γίνεται σκοπίμως καθώς όλοι οι αλγόριθμοι εκπομπής με κωδικοποίηση δικτύου αποτελούν προεκτάσεις των παραδοσιακών αλγορίθμων εκπομπής. Με αυτόν τον τρόπο η μετάβαση στους αλγορίθμους με κωδικοποίηση δικτύου γίνεται σταδιακά και ο συνδυασμός των τεχνικών κωδικοποίησης και εκπομπής ξεκάθαρος.

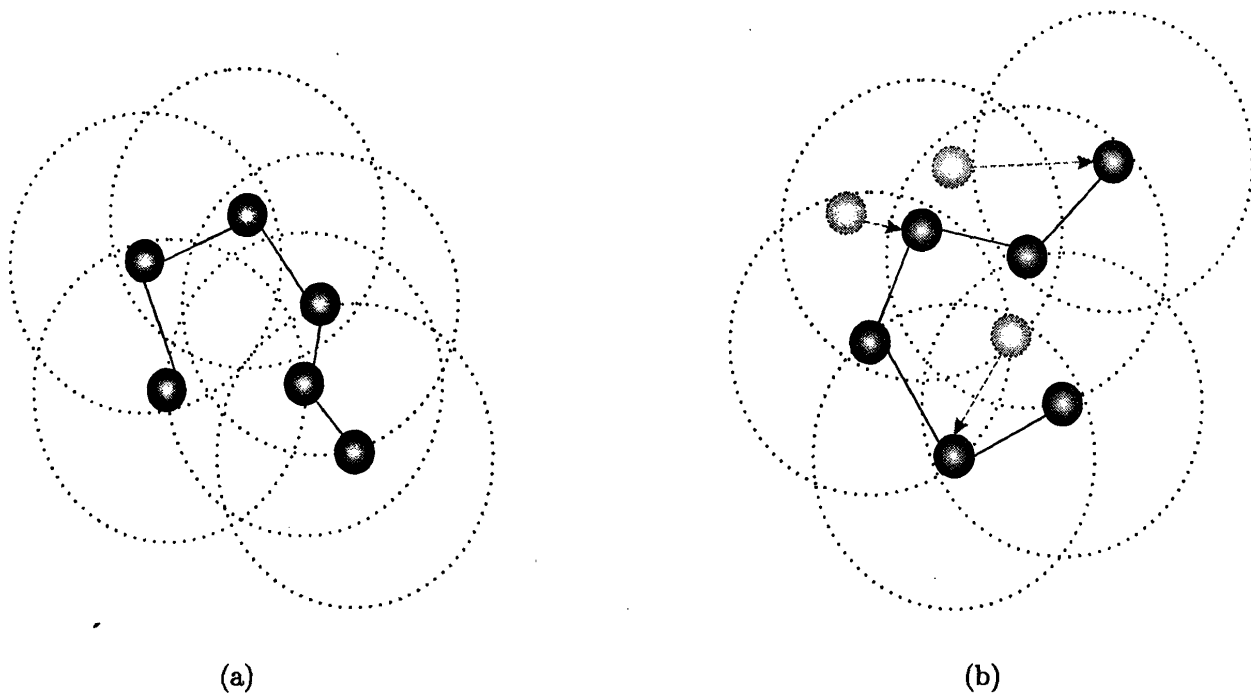
2.1 Μοντελοποίηση των MANET και χρήσιμη ορολογία

Η ενότητα αυτή παρουσιάζει τον τρόπο μοντελοποίησης των MANET και κάποιους χρήσιμους ορισμούς που θα φανούν χρήσιμοι στον αναγνώστη για την κατανόηση των προβλημάτων τόσο της εκπομπής, όσο και της κωδικοποίησης δικτύου.

Ένα MANET μπορεί να αναπαρασταθεί από έναν μη κατευθυνόμενο γράφο, όπως δείχνει το σχήμα 2.1. Το σύνολο των κορυφών V του γράφου αναπαριστά το σύνολο των κόμβων του δικτύου. Μια ακμή αναπαριστά τη δυνατότητα επικοινωνίας μεταξύ των κόμβων που ενώνει. Μια μη κατευθυνόμενη ακμή ενώνει ένα ζεύγος κορυφών αν και μόνο αν για τους αντίστοιχους κόμβους ισχύει ότι ο καθένας βρίσκεται εντός της εμβέλειας του άλλου. Όταν ένας κόμβος μεταδίδει ένα πακέτο στο κοινό μέσο, τότε το πακέτο αυτό το λαμβάνουν όλοι οι κόμβοι που βρίσκονται εντός της εμβέλειας του. Έτσι η μετάδοση ενός πακέτου από έναν κόμβο u μπορεί να θεωρηθεί ισοδύναμη με την διάδοση του μηνύματος σε κάθε ακμή



που ξεκινά από τον κόμβο αυτό. Λόγω της συνεχούς κίνησης των κόμβων ενός MANET ο γράφος ο οποίος αναπαριστά το δίκτυο μεταβάλλεται με τον χρόνο. Επομένως ένας γράφος G μπορεί να περιγράψει μόνο ένα στιγμιότυπο του δικτύου, δηλαδή υπάρχει ένας γράφος για κάθε χρονική στιγμή t . Για να δηλωθεί η χρονική μεταβολή του δικτύου κάθε γράφος συμβολίζεται ως $G_t = \{V_t, E_t\}$, δηλαδή αναπαριστά το στιγμιότυπο του δικτύου τη χρονική στιγμή t .



Σχήμα 2.1: Αναπαράσταση Κινητού κατά Περίπτωση Δικτύου (a) G_0 και (b) G_{10}

Επομένως ένα δίκτυο μπορεί να αναπαρασταθεί από μια ακολουθία από γράφους, όπως για παράδειγμα αυτοί που παρουσιάζονται στα Σχήματα 2.1(a) και 2.1(b). Ο γράφος G_0 αναπαριστά το δίκτυο τη χρονική στιγμή $t = 0$, ενώ ο γράφος G_{10} αναπαριστά το δίκτυο όπως έχει μεταβληθεί τη χρονική στιγμή $t = 10$ εξαιτίας της κίνησης των κόμβων.

Στο σημείο αυτό ακολουθούν κάποιοι ορισμοί, με στόχο την εισαγωγή σε κάποιες έννοιες που θα χρησιμοποιηθούν κατά κόρον στη συνέχεια του κεφαλαίου:

Κάλυψη: Ένας κόμβος u λέγεται ότι καλύπτει έναν κόμβο v ή ένα σύνολο V από κόμβους, αν ο κόμβος v ή αντίστοιχα όλοι οι κόμβοι του συνόλου V βρίσκονται εντός της εμβέλειας του u .

Γειτονιά ενός κόμβου u ($N(u)$): Το σύνολο των κόμβων που βρίσκονται εντός της εμβέλειας του κόμβου. Η γειτονιά ενός κόμβου u συμβολίζεται με $N(u)$ και οι κόμβοι του συνόλου αυτού λέγεται ότι βρίσκονται ένα άλμα μακριά από τον κόμβο αυτό. Επίσης λέγεται ότι ο κόμβος u καλύπτει τους κόμβους που βρίσκονται στην γειτονιά του.



Γειτονιά δύο αλμάτων ενός κόμβου u ($N(N(u))$): Το σύνολο των κόμβων οι οποίοι είτε ανήκουν στο σύνολο $N(u)$, είτε ανήκουν στην γειτονιά κάποιου από τους κόμβους του συνόλου $N(u)$. Η γειτονιά δύο αλμάτων ενός κόμβου u συμβολίζεται με $N(N(u))$ και οι κόμβοι του συνόλου αυτού λέγεται ότι βρίσκονται το πολύ δύο άλματα μακριά από τον κόμβο.

Εκπομπή: Η διαδικασία κατά την οποία ένας κόμβος, που καλείται *πηγή*, στέλνει ένα πακέτο προς όλους τους κόμβους του δικτύου.

Πρώθηση: Η διαδικασία μετάδοσης ενός πακέτου από έναν κόμβο, ο οποίος δεν είναι ο κόμβος πηγή του πακέτου, με σκοπό αυτό να φτάσει στον τελικό προορισμό του.

Πακέτα Ενημέρωσης (Hello messages): Πακέτα που ανταλλάσσονται περιοδικά μεταξύ γειτονικών κόμβων ενός δικτύου. Τα πακέτα αυτά, προαιρετικά, μπορούν να περιέχουν πληροφορίες σχετικά με τους γείτονες ενός άλματος του κόμβου αποστολέα. Η αποστολή των πακέτων αυτών από έναν κόμβο u γνωστοποιεί σε όλους τους κόμβους του δικτύου τη γειτονιά ενός ($N(u)$) ή και δύο αλμάτων ($N(N(u))$).

Upstream κόμβος ή κόμβος προηγούμενου άλματος ενός κόμβου u : Ο τελευταίος κόμβος πριν τον κόμβο u κατά μήκος ενός μονοπατιού που ξεκινάει από έναν κόμβο πηγή και καταλήγει στον κόμβο u . Για ένα πακέτο που ακολουθεί το παραπάνω μονοπάτι, ο *upstream* κόμβος είναι ο τελευταίος που προώθησε το πακέτο αυτό στον κόμβο u .

2.2 Εκπομπή σε MANET

Η εκπομπή σε όλους τους κόμβους του δικτύου κατέχει σημαντική θέση στα MANETs καθώς αποτελεί μέρος της λειτουργίας των περισσότερων πρωτοκόλλων δρομολόγησης και πολυδιανομής [18, 10, 37, 35], παίζοντας σημαντικό ρόλο στην εγκαθίδρυση διαδρομών ανάμεσα στους κόμβους.

Η αρχική μέθοδος που χρησιμοποιήθηκε για εκπομπή είναι η Πλημμύρα [14]. Σύμφωνα με αυτή τη μέθοδο κάθε κόμβος που μετέχει στο δίκτυο αναμεταδίδει κάθε πακέτο που λαμβάνει ακριβώς μία φορά, απορρίπτοντας κάθε διπλότυπο. Αν και ευέλικτη λόγω της απλότητάς της, η Πλημμύρα επιβαρύνει τη λειτουργία του δικτύου λόγω των πλεοναζόντων προωθήσεων που προκύπτουν από το γεγονός ότι όλοι οι κόμβοι του δικτύου πρέπει να προωθήσουν κάθε πακέτο. Οι πλεονάζουσες αυτές προωθήσεις οδηγούν στην αύξηση των διπλοτύπων που δέχεται κάθε κόμβος, μειώνοντας παράλληλα και τη διάρκεια ζωής της μπαταρίας κάθε κόμβου, αφού για κάθε διπλότυπο πρέπει να γίνει η σχετική επεξεργασία. Επίσης, τα επιπλέον πακέτα που διακινούνται στο δίκτυο ξοδεύουν το ήδη περιορισμένο εύρος ζώνης των ασύρματων δικτύων αυξάνοντας την καθυστέρηση παράδοσης των υπόλοιπων πακέτων ή και την απόρριψη πακέτων λόγω συμφόρησης στο φυσικό μέσο. Τα προβλήματα που συνοδεύουν την Πλημμύρα περιγράφηκαν για πρώτη φορά στην εργασία [33] και είναι γνωστά υπό τον όρο Broadcast Storm Problem.



Από τα παραπάνω γίνεται κατανοητό ότι κύριος στόχος των σχεδιαστών αλγορίθμων εκπομπής είναι η μείωση των κόμβων που πρέπει να αναμεταδώσουν κάθε πακέτο, έτσι ώστε να αποφευχθούν οι συνέπειες του Broadcast Storm Problem. Οι δύο σημαντικότερες κατηγορίες αλγορίθμων που επιτυγχάνουν τον παραπάνω στόχο έως ένα βαθμό είναι οι Πιθανοτικοί και οι Ντετερμινιστικοί, οι οποίοι περιγράφονται στη συνέχεια.

2.2.1 Πιθανοτικοί Αλγόριθμοι

Η γενική φιλοσοφία της κατηγορίας αυτών των αλγορίθμων είναι η εξής. Αρχικά, γίνεται συλλογή πληροφοριών της τοπολογίας του δικτύου και στη συνέχεια με βάση τις πληροφορίες αυτές προσδιορίζεται μια πιθανότητα ώστε να αποφασιστεί πότε ένας κόμβος πρέπει να προωθήσει ένα πακέτο ή όχι. Με βάση τη θεώρηση αυτή, η Πλημμύρα εμφανίζεται ως μια περίπτωση όπου η πιθανότητα προώθησης ισοδυναμεί με ένα για κάθε κόμβου του δικτύου.

Οι συγγραφείς του [33] επιπρόσθετα με τον ορισμό του Broadcast Storm Problem πρότειναν πέντε βασικές μεθόδους για την επίλυσή του, βασισμένες σε πιθανοτικά μοντέλα. Επιπλέον, προτάθηκαν αλγόριθμοι οι οποίοι λαμβάνουν υπόψιν πληροφορίες σχετικά με την τοπολογία του δικτύου. Οι πληροφορίες αυτές μπορούν να αποκτηθούν είτε με την καταγραφή κάποιου ιστορικού των μηνυμάτων που έλαβε και προώθησε ο κόμβος [19, 50, 42], είτε με την ανταλλαγή περιοδικών hello μηνυμάτων ανάμεσα στους κόμβους [31]. Με βάση τις πληροφορίες σχετικά με την τοπολογία του δικτύου κόμβοι που βρίσκονται σε περιοχές του δικτύου με μεγάλη πυκνότητα αποφασίζουν δυναμικά να προωθήσουν τα πακέτα με μικρότερη πιθανότητα. Αντίθετα για τους κόμβους που βρίσκονται σε περιοχές με μικρή πυκνότητα επιλέγεται μεγαλύτερη πιθανότητα προώθησης πακέτων.

Αν και οι αλγόριθμοι αυτοί μπορούν υπό συνθήκες να επιτύχουν ικανοποιητική απόδοση, πρόβλημα αποτελεί η σχετικά μικρή αξιοπιστία τους σε δίκτυα με μικρή συνδεσιμότητα. Επίσης, όλοι οι αλγόριθμοι αυτής της κατηγορίας βασίζονται σε πιθανοτικά μοντέλα, τα οποία με τη σειρά τους βασίζονται στη σωστή επιλογή των παραμέτρων τους. Η ορθή επιλογή των παραμέτρων αυτών είναι μια δύσκολη διαδικασία καθώς εξαρτάται από τις συνθήκες λειτουργίας του δικτύου, όπως ο τηλεπικοινωνιακός φόρτος και η συνεχής μεταβολή της τοπολογίας.

2.2.2 Ντετερμινιστικοί Αλγόριθμοι

Στην εργασία τους [28] οι Lim και Kim έδειξαν ότι η κατασκευή του ελάχιστου δέντρου εκπομπής για την Πλημμύρα ισοδυναμεί με το πρόβλημα εύρεσης του Ελάχιστου Συνεκτικού Κυρίαρχου Συνόλου (MCDS - Minimum Connected Dominant Set) σε ένα δίκτυο. Το πρόβλημα αυτό είναι ένα NP-πλήρες πρόβλημα. Ένα υποσύνολο ενός δικτύου ονομάζεται Κυρίαρχο Σύνολο (Dominant Set) αν κάθε κόμβος του δικτύου είτε ανήκει στο σύνολο, είτε είναι γείτονας ενός κόμβου που ανήκει σε αυτό. Επιπρόσθετα, οι Lim και Kim παρουσίασαν και δύο ευρετικούς αλγορίθμους οι οποίοι κατασκευάζουν προσεγγιστικά ένα MCDS.



Ο πρώτος από αυτούς είναι ο SP (Self Pruning)[28] και απαιτεί κάθε κόμβος να γνωρίζει τους γείτονές του, γεγονός που μπορεί να επιτευχθεί με περιοδική ανταλλαγή hello μηνυμάτων ανάμεσα στους κόμβους. Κατά την αποστολή ενός πακέτου κάθε κόμβος προσθέτει στο πακέτο τη γειτονιά ενός άλματος, επιτρέποντας έτσι στον παραλήπτη να γνωρίζει ποιοι κόμβοι θα λάβουν το πακέτο. Έτσι η απόφαση προώθησης του πακέτου από τον παραλήπτη λαμβάνεται μόνο όταν η γειτονιά του περιέχει τουλάχιστον έναν κόμβο ο οποίος δεν περιέχεται στο πακέτο που μόλις έλαβε. Παρόμοια λειτουργία έχει και ο αλγόριθμος SBA (Scalable Broadcast Algorithm) που προτάθηκε από τους Peng και Lu [36]. Σε αντίθεση με τον SP, ο SBA δεν προωθεί αμέσως το πακέτο που μόλις έλαβε αλλά το αποθηκεύει προσωρινά για κάποιο χρονικό διάστημα αναμένοντας τη λήψη διπλοτύπων. Η λήψη διπλοτύπων βελτιώνει την εικόνα για το ποιοι κόμβοι έχουν λάβει το πακέτο, μειώνοντας με αυτό τον τρόπο τις πλεονάζουσες προωθήσεις. Έπειτα, όταν το χρονικό διάστημα αποθήκευσης του πακέτου λήξει τότε ακολουθείται ακριβώς η ίδια διαδικασία όπως και στην περίπτωση του SP. Τονίζεται ότι πρέπει να γίνει συμβιβασμός ανάμεσα στο πλήθος των προωθήσεων ενός πακέτου και την καθυστέρηση παράδοσης του (latency). Αυτό οφείλεται στο γεγονός ότι τα μεγάλα χρονικά διαστήματα αποθήκευσης μειώνουν τον αριθμό των προωθήσεων αλλά ταυτόχρονα αυξάνουν την καθυστέρηση παράδοσης κάθε πακέτου.

Ο δεύτερος αλγόριθμος των Lim και Kim ονομάζεται DP (Dominant Pruning)[28] και μεταθέτει την αρμοδιότητα της απόφασης για την προώθηση ενός πακέτου από τον κόμβο που πραγματοποιεί την προώθηση στον upstream κόμβο του εκάστοτε πακέτου. Έτσι, κάθε κόμβος που μεταδίδει ένα πακέτο πρέπει να προσθέσει σε αυτό ένα υποσύνολο της γειτονιάς του που ονομάζεται Σύνολο Προώθησης (Forwarding Set). Το σύνολο αυτό αποτελείται από του κόμβους που πρέπει να προωθήσουν το πακέτο. Για να επιτευχθεί η προσέγγιση αυτή πρέπει κάθε κόμβος να γνωρίζει τη γειτονιά δύο αλμάτων, η οποία μπορεί να γίνει γνωστή με την περιοδική ανταλλαγή hello μηνυμάτων όπου κάθε μήνυμα περιέχει τη γειτονιά ενός άλματος κάθε κόμβου. Ουσιαστικά, στον αλγόριθμο αυτό ο upstream κόμβος καλείται να υπολογίσει τοπικά το MCDS της γειτονιάς δύο αλμάτων του και να δημιουργήσει το σύνολο προώθησης. Το πρόβλημα υπολογισμού του MCDS μοντελοποιείται ως ένα Set Cover πρόβλημα, για το οποίο στην ίδια εργασία [28] προτάθηκε ένας άπληστος αλγόριθμος με το όνομα GSC (Greedy Set Cover).

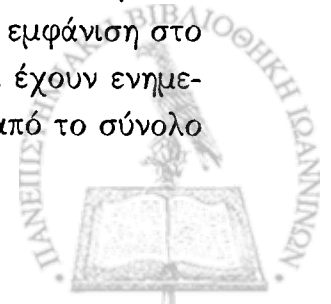
Ένας αλγόριθμος που παρουσιάζει πολλές ομοιότητες με τον DP είναι ο MPR (Multipoint Relaying)[2]. Ο MPR χρησιμοποιείται και στην υλοποίηση του γνωστού πρωτοκόλλου δρομολόγησης OLSR [10]. Η μεγαλύτερη ομοιότητα των δύο αλγορίθμων έγκειται στο γεγονός ότι και στους δύο η αρμοδιότητα προώθησης ενός πακέτου παραχωρείται στον upstream κόμβο που μετέδωσε το εκάστοτε πακέτο. Αντίθετα, υπάρχουν δύο βασικές διαφορές. Η πρώτη από αυτές είναι ο τρόπος επιλογής των κόμβων που προωθούν τα πακέτα. Στην περίπτωση του MPR το σύνολο προώθησης δεν προστίθεται σε κάθε πακέτο που προωθείται αλλά στα περιοδικά hello μηνύματα που ανταλλάσσουν μεταξύ τους οι κόμβοι για να λάβουν γνώση της γειτονιά τους. Έτσι, τα hello μηνύματα καθορίζουν ποιοι κόμβοι θα προωθούν πακέτα και ποιοι όχι, ονομάζοντας τους πρώτους ως MPRs



(Multipoint Relays). Η δεύτερη βασική διαφορά είναι στον αλγόριθμο GSC, όπου ο MPR επιλέγει λιγότερους κόμβους για να προωθήσουν το πακέτο. Αυτό οφείλεται στην πρόσθεση ενός επιπλέον ευρετικού κριτηρίου που δίνει πιο ακριβή αποτελέσματα.

Οι Lou και Wu στην εργασία τους [29] παραθέτουν κάποιες ατέλειες του DP [28] και προτείνουν δύο νέους αλγορίθμους που τις αντιμετωπίζουν. Οι ατέλειες αυτές σχετίζονται με την πληροφορία της γειτονιάς δύο αλμάτων, στην οποία πρέπει να προωθηθεί το εκάστοτε πακέτο και δίνεται ως είσοδος στον αλγόριθμο GSC για τον υπολογισμό του συνόλου προώθησης. Η πρώτη πρότασή τους είναι ο αλγόριθμος *TDP*, ο οποίος προσθέτει σε κάθε πακέτο που προωθείται πλεονάζουσα πληροφορία που περιέχει την γειτονιά δύο αλμάτων του upstream κόμβου. Στη συνέχεια, αυτή η πληροφορία μπορεί να χρησιμοποιηθεί από τους παραλήπτες κατά τον υπολογισμό του συνόλου προώθησης για το επόμενο άλμα του πακέτου. Αυτό έχει ως αποτέλεσμα την ελαχιστοποίηση του μεγέθους του συνόλου προώθησης καθώς και τη μείωση των διπλότυπων στο δίκτυο. Πιο αναλυτικά, από τη στιγμή που ο upstream κόμβος χρησιμοποιεί ένα σύνολο προώθησης με τέτοιον τρόπο που καλύπτει την γειτονιά δύο αλμάτων του, η γειτονιά αυτή υποτίθεται ότι θα καλυφθεί. Επομένως, στο αμέσως επόμενο άλμα η γειτονιά δύο αλμάτων του upstream κόμβου μπορεί με ασφάλεια να αφαιρεθεί από το σύνολο των κόμβων που καλείται να καλύψει το νέο σύνολο προώθησης. Ο δεύτερος προτεινόμενος αλγόριθμος των Lou και Wu ονομάζεται *PDP* και διαφοροποιείται από τον αντίστοιχο *TDP* στο ότι δεν εισάγει επιπλέον κόστος υπό τη μορφή πλεονάζουσας πληροφορίας στα πακέτα που προωθούνται. Και σε αυτή την περίπτωση ο στόχος παραμένει ο ίδιος και είναι η μείωση του αριθμού των υποψήφιων προς κάλυψη κόμβων. Οι πληροφορίες που χρησιμοποιούνται από τον *PDP* είναι η γειτονιά ενός άλματος των κοινών γειτόνων ανάμεσα στον κόμβο που καλείται να υπολογίσει το σύνολο προώθησης και τον upstream κόμβο που μετέδωσε το μήνυμα. Από τη στιγμή που ο upstream κόμβος υπολόγισε το δικό του σύνολο προώθησης αναμένεται το πακέτο να έχει φτάσει σε όλους τους γείτονες δύο αλμάτων του. Ένα υποσύνολο των κόμβων αυτών το γνωρίζει ήδη ο κόμβος που καλείται να καλύψει τους δικούς του κόμβους και είναι η γειτονιά των κοινών γειτόνων που περιγράφηκε παραπάνω. Επομένως, το σύνολο αυτό μπορεί να αφαιρεθεί με ασφάλεια από τον υπολογισμό του νέου συνόλου προώθησης και να αποφευχθούν επιπλέον μεταδόσεις. Η απόδοση στον αριθμό των προωθήσεων τόσο του *TDP* όσο και του *PDP* είναι καλύτερη από τον *DP*. Ωστόσο, σε περιπτώσεις υψηλής κινητικότητας ο *DP* πετυχαίνει παράδοση των εκπεμπόμενων πακέτων σε μεγαλύτερο ποσοστό κόμβων του MANET, αξιοποιώντας τα περισσότερα διπλότυπα των πλεονάζουσων προωθήσεων.

Στην εργασία [3] προτείνονται δύο αλγόριθμοι, ο *H2DP* και ο *HDP*, που μειώνουν ακόμη περισσότερο τις πλεονάζουσες προωθήσεις του *DP*. Οι αλγόριθμοι αυτοί αποσκοπούν επίσης στην ελάττωση του συνόλου των κόμβων για την κάλυψη των οποίων υπολογίζεται το σύνολο προώθησης. Σύμφωνα με τον *H2DP* και τον *HDP* κάθε πακέτο περιέχει επιπλέον πληροφορίες που παραθέτουν το σύνολο των γειτονιών δύο αλμάτων και ενός άλματος αντίστοιχα όλων των κόμβων που προώθησαν το πακέτο από την πρώτη του εμφάνιση στο δίκτυο. Όλοι οι κόμβοι που εμπεριέχονται σε κάποιο πακέτο θεωρείται ότι έχουν ενημερωθεί για το πακέτο αυτό. Επομένως μπορούν να αφαιρεθούν με ασφάλεια από το σύνολο



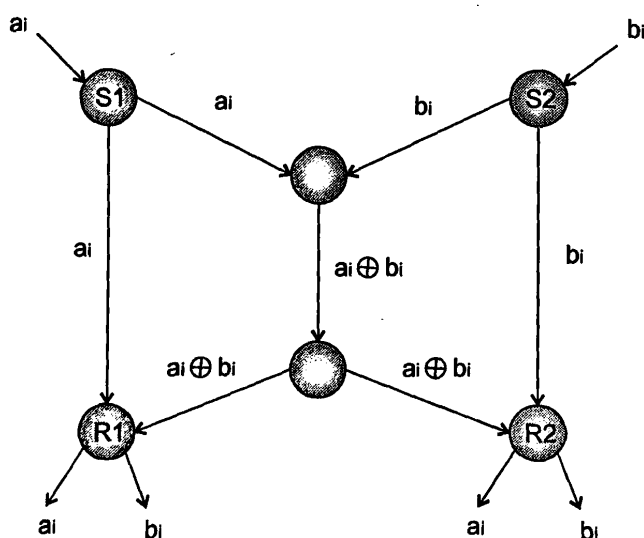
των κόμβων που πρέπει να καλυφθούν σε κάθε νέο υπολογισμό του συνόλου προώθησης. Οι αλγόριθμοι αυτοί αποδίδουν καλύτερα από όλους τους αλγορίθμους που βασίζονται στο DP μειώνοντας τις πλεονάζουσες προωθήσεις και αυξάνοντας ταυτόχρονα τις παραδόσεις πακέτων στους κόμβους ενός MANET.

2.3 Πρακτική Κωδικοποίηση Δικτύου σε MANET

Η κωδικοποίηση δικτύου είναι μια ερευνητική περιοχή που αναδύθηκε στην επιφάνεια το 2000 [4] και από τότε προσέλκυσε το ενδιαφέρον πολλών ερευνητικών ομάδων. Το ενδιαφέρον αυτό οφείλεται στα θετικά αποτελέσματα που επιφέρει η χρήση του στην εξοικονόμηση πόρων, όπως στην εξοικονόμηση ενέργειας και εύρους ζώνης. Η υποεπάρκεια αυτή εισάγει τον αναγνώστη στις βασικές θεωρητικές έννοιες της κωδικοποίησης δικτύου και εστιάζει κυρίως στην πρακτική κωδικοποίηση δικτύου. Με τον όρο πρακτική κωδικοποίηση δικτύου αναφέρεται η άμεση εφαρμογή της θεωρίας της κωδικοποίησης δικτύου στα MANET με στόχο την ελαχιστοποίηση των μεταδόσεων και την αποδοτική αξιοποίηση του εύρους ζώνης του δικτύου.

2.3.1 Βασικές αρχές

Σε γενικές γραμμές, μια ικανή ερμηνεία της κωδικοποίησης δικτύου είναι ότι προσφέρει τη δυνατότητα συνδυασμού πακέτων στους ενδιάμεσους κόμβους ενός MANET. Ο παραπάνω συνδυασμός σε αντίθεση με την απλή προώθηση των πακέτων επιτρέπει την καλύτερη διαχείριση της πληροφορίας στο δικτυακό περιβάλλον και την ευκολότερη προσαρμογή στις απαιτήσεις των διαφόρων προτύπων κίνησης.



Σχήμα 2.2: Το παράδειγμα του δικτύου πεταλούδας

Η ιδέα της κωδικοποίησης δικτύου συνήθως παρουσιάζεται με το γνωστό παράδειγμα του δικτύου πεταλούδας[4], το οποίο φαίνεται στο σχήμα 2.2. Στο παράδειγμα αυτό, ο κόμβος



S_1 θέλει να αποστείλει τη ροή πακέτων a_i στους κόμβους R_1 και R_2 . Αντίστοιχα, ο κόμβος S_2 πρέπει να παραδώσει τη δική του ροή πακέτων b_i στους ίδιους παραλήπτες. Γίνεται η υπόθεση ότι όλες οι συνδέσεις έχουν χωρητικότητα ενός μηνύματος ανά μια μονάδα χρόνου. Έτσι, αν οι ενδιαμέσοι κόμβοι απλά προωθούν τα πακέτα που λαμβάνουν η μεσαία σύνδεση θα αποτελέσει σημείο συμφόρησης. Το αποτέλεσμα θα είναι η μεσαία σύνδεση να μπορεί να παραδώσει σε μια μονάδα χρόνου είτε το πακέτο a_i στον κόμβο R_1 , είτε το πακέτο b_i στον κόμβο R_2 . Αντίθετα, αν ο κόμβος που τροφοδοτεί τη μεσαία σύνδεση στείλει το συνδυασμό των πακέτων a_i και b_i (π.χ. πραγματοποιηθεί bitwise XOR μεταξύ τους), όπως φαίνεται στο σχήμα, τότε επιτυγχάνεται η παράδοση και των δύο πακέτων σε μια μονάδα χρόνου και στους δύο παραλήπτες R_1 και R_2 . Κατ' επέκταση το τελικό αποτέλεσμα που επιτυγχάνεται μέσω του συνδυασμού πακέτων σε ενδιαμέσους κόμβους είναι η αύξηση στη ρυθμαπόδοση του δικτύου. Επιπρόσθετα, οι συγγραφείς του [4] απέδειξαν το παρακάτω θεώρημα.

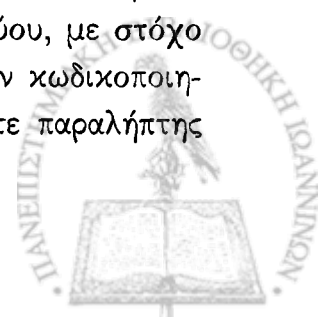
Θεώρημα: Υπάρχει πάντα ένας κώδικας για κάθε γράφο (δίκτυο), ώστε κάθε κόμβος παραλήπτης να λαμβάνει δεδομένα με το μέγιστο ρυθμό που επιτρέπει το δίκτυο.

Σύντομα η θεωρητική δουλειά που μόλις περιγράφηκε, επεκτάθηκε. Αρχικά, ο Li κ.ά. [49] απέδειξαν ότι στην περίπτωση δεδομένων από πολυδιανομή, όπως το παράδειγμα της πεταλούδας, η χρήση γραμμικών κωδικών είναι ικανή να επιτύχει τα μέγιστα όρια ρυθμού του δικτύου. Στη συνέχεια, η εργασία [24] παρουσίασε αλγορίθμους πολυωνυμικού χρόνου για την κωδικοποίηση και την αποκωδικοποίηση, με τους Ho κ.ά. να επεκτείνουν τους αλγορίθμους αυτούς για τυχαίους κώδικες [15].

Οι παραπάνω έρευνες εστίασαν την προσοχή τους κυρίως στη θεωρητική πλευρά της κωδικοποίησης δικτύου. Ωστόσο, υπάρχουν εργασίες που επικεντρώθηκαν στα πρακτικά ζητήματα της κωδικοποίησης δικτύου και της εφαρμογής της σε πραγματικά δίκτυα. Έρευνες της κατηγορίας αυτής προτείνουν πρωτόκολλα δρομολόγησης και εκπομπής με ενσωματωμένη την κωδικοποίηση δικτύου και αποτελούν αντικείμενο της παρούσας διατριβής. Η χρήση της πρακτικής κωδικοποίησης δικτύου είναι ένας νέος τομέας στα MANET με ελάχιστες εργασίες, επομένως το τοπίο είναι θολό όσον αφορά την κατηγοριοποίηση των διάφορων προσεγγίσεων. Μια πιθανή κατηγοριοποίηση θα μπορούσε να διαχωρίσει τις διάφορες προσεγγίσεις σε (i) αυτές που κωδικοποιούν πακέτα από άκρο σε άκρο και (ii) σε αυτές που εφαρμόζουν κωδικοποίηση/αποκωδικοποίηση σε κάθε άλμα. Στη συνέχεια αναλύονται οι δύο αυτές κατηγορίες, εστιάζοντας σε αλγορίθμους εκπομπής που τις χρησιμοποιούν.

2.3.2 Κωδικοποίηση από άκρο σε άκρο

Η προσέγγιση της κωδικοποίησης από άκρο σε άκρο είναι η πρώτη που βρήκε εφαρμογή σε ασύρματα Ad-Hoc δίκτυα. Η φιλοσοφία της τεχνικής αυτής στηρίζεται στην εξάπλωση όσο το δυνατόν περισσότερων κωδικοποιημένων πακέτων κατά μήκος του δικτύου, με στόχο την παροχή στους ενδεχόμενους παραλήπτες όσο το δυνατόν περισσότερων κωδικοποιημένων πακέτων. Βασική υπόθεση της προσέγγισης αποτελεί ότι ο εκάστοτε παραλήπτης

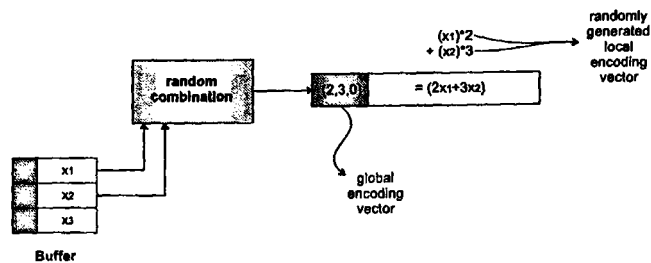


με τη συγκέντρωση επαρκούς ποσότητας κωδικοποιημένων πακέτων θα είναι σε θέση να αποκωδικοποιήσει τα αρχικά πακέτα. Βασικό ρόλο στις προσεγγίσεις αυτού του είδους κατέχει ο τρόπος κωδικοποίησης ανάμεσα στα πακέτα, όπου οι τεχνικές διαφοροποιούνται στο χρόνο κωδικοποίησης και αποκωδικοποίησης, τον αριθμό των πακέτων που κωδικοποιούνται, καθώς και στον αριθμό των κωδικοποιημένων πακέτων που είναι αναγκαία για την αποκωδικοποίηση. Από την άλλη, άλλες προσεγγίσεις επιτρέπουν την κωδικοποίηση πακέτων σε ενδιάμεσους κόμβους και άλλες όχι, με αυτές που την πραγματοποιούν να παράγουν συνδυασμούς των ήδη κωδικοποιημένων πακέτων που έχουν λάβει. Επιπρόσθετα, ένα σημαντικό χαρακτηριστικό της κατηγορίας αυτής είναι ότι ο συνδυασμός των πακέτων σε κωδικοποιημένα είναι τυχαίος από την άποψη ότι δεν χρησιμοποιούνται πληροφορίες σχετικά με το δίκτυο. Με αυτό τον τρόπο μεγιστοποιούν την πιθανότητα αποκωδικοποίησης των κωδικοποιημένων πακέτων.

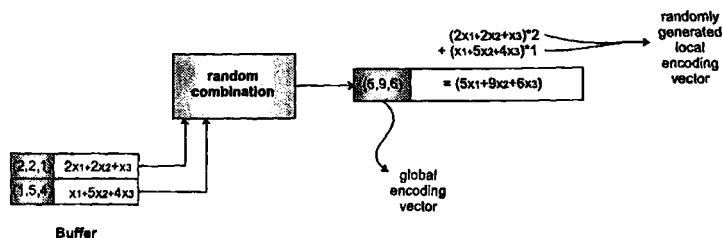
Λίγη έρευνα έχει γίνει πάνω στην εκπομπή σε ένα MANET με πρακτική κωδικοποίηση δικτύου χρησιμοποιώντας κωδικοποίηση από άκρο σε άκρο. Αντίθετα αρκετές εργασίες, όπως οι [9],[11],[47] και [12] προτείνουν την εκπομπή με πρακτική κωδικοποίηση δικτύου από άκρο σε άκρο στα ασύρματα Ad-Hoc δίκτυα. Αυτές οι εργασίες βασίζονται στον τυχαίο γραμμικό συνδυασμό όλων των πακέτων που έχουν ληφθεί σε έναν ενδιάμεσο κόμβο. Αν θεωρηθεί ότι τα πακέτα αυτά είναι N τότε για την κωδικοποίηση αυτών χρειάζονται $O(N)$ βήματα, ενώ η αποκωδικοποίηση είναι της τάξης $O(N^3)$. Στα σχήματα 2.3(a) και 2.3(b) φαίνονται παραδείγματα τυχαίας γραμμικής κωδικοποίησης στον αποστολέα και σε ένα ενδιάμεσο κόμβο, αντίστοιχα. Στην περίπτωση του ενδιάμεσου κόμβου φαίνεται ξεκάθαρα πως είναι εφικτή επιπρόσθετη κωδικοποίηση μεταξύ ήδη κωδικοποιημένων πακέτων. Ο εκάστοτε παραλήπτης πρέπει να δεχτεί τουλάχιστον m κωδικοποιημένα πακέτα, για τα οποία πρέπει να ισχύει $m \geq n$ με το n να συμβολίζει τον αριθμό των πακέτων που αρχικά κωδικοποιήθηκαν στον αποστολέα. Στη συνέχεια, ο παραλήπτης μπορεί με τη μέθοδο της απαλοιφής Gauss να επιλύσει το σύστημα με m εξισώσεις και n αγνώστους, με αποτέλεσμα την αποκωδικοποίηση των αρχικών πακέτων. Στην εργασία [25] χρησιμοποιήθηκαν κώδικες Fountain για την εκπομπή n πακέτων από την ίδια πηγή. Πιο αναλυτικά, η πηγή, μέσω των LT κωδίκων της κατηγορίας Fountain παράγει m κωδικοποιημένα πακέτα, τα οποία και εκπέμπονται προς όλους τους κόμβους. Κάθε ενδιάμεσος κόμβος που λαμβάνει ένα κωδικοποιημένο πακέτο απλά το προωθεί με μια σταθερή πιθανότητα. Όταν κάποιος παραλήπτης λάβει αρκετή πληροφορία τότε είναι σε θέση να αποκωδικοποιήσει τα αρχικά πακέτα.

Όλοι οι αλγόριθμοι που προτάθηκαν στις παραπάνω εργασίες στηρίζονται στη γνώση της σταθερής τοπολογίας των ασυρμάτων Ad-Hoc δικτύων για τη λειτουργία τους. Αυτό το χαρακτηριστικό τους κάνει αυτομάτως μη εφαρμόσιμους για ένα δίκτυο MANET, όπου η κινητικότητα των κόμβων είναι ένα από τα βασικά χαρακτηριστικά του. Παρόλα αυτά η αλγόριθμοι αυτής της κατηγορίας μπορούν να υπάρξουν σε ένα MANET χρησιμοποιώντας ειδικούς μηχανισμούς. Οι μηχανισμοί αυτοί επιτρέπουν την κωδικοποίηση πακέτων σε δίκτυα με τυχαίες τοπολογίες. Ωστόσο, σε αυτές τις περιπτώσεις οι αλγόριθμοι αυτοί δεν





(a)



(b)

Σχήμα 2.3: Παράδειγμα τυχαίας γραμμικής κωδικοποίησης

μπορούν να εγγυηθούν την αποκωδικοποίηση των πακέτων σε κάθε κόμβο του δικτύου. Το γεγονός αυτό καθιστά ανέφικτο το συνδυασμό της κωδικοποίησης από άκρο σε άκρο με αλγόριθμους εκπομπής σε δίκτυα MANET.

2.3.3 Κωδικοποίηση/Αποκωδικοποίηση σε κάθε άλμα

Η προσέγγιση αυτή χρησιμοποιήθηκε για πρώτη φορά στην εργασία [40], όπου προτάθηκε ένας αλγόριθμος δρομολόγησης με κωδικοποίηση δικτύου με το όνομα *COPE*. Η φιλοσοφία της προσέγγισης αυτής βασίζεται στην απαίτηση κάθε κωδικοποιημένο πακέτο να μεταδίδεται μόνο για ένα άλμα. Ωστόσο, γι' αυτό το άλμα η αποκωδικοποίηση του πακέτου από όλους τους κόμβους πρέπει να είναι εγγυημένη. Κάθε ενδιάμεσος κόμβος του MANET αφού αποκωδικοποιήσει τα λαμβανόμενα πακέτα με ασφάλεια μπορεί να πραγματοποιήσει νέες κωδικοποιήσεις ενός άλματος. Ο συνδυασμός αυτός είναι εφικτός ανάμεσα στα αποκωδικοποιημένα πακέτα καθώς και σε πακέτα που έφτασαν στον κόμβο χωρίς τη χρήση κωδικοποίησης. Το βασικό επιχείρημα της τεχνικής αυτής στηρίζεται στην ύπαρξη πολλαπλών ροών πακέτων με διαφορετικούς παραλήπτες. Πακέτα των ροών αυτών μπορεί να κωδικοποιηθούν σε κάποιον ενδιάμεσο κόμβο, αλλά επιτρέπεται τα μονοπάτια τους να είναι διαφορετικά στο επόμενο άλμα. Επομένως, είναι επιτακτική η αποκωδικοποίησή τους στον κόμβο του επόμενου άλματος. Αν η αποκωδικοποίηση αυτή δεν πραγματοποιηθεί υπάρχει η πιθανότητα προώθησης πακέτων σε μέρη του δικτύου που δεν υπάρχει ενδιαφερόμενος παραλήπτης με αποτέλεσμα την άσκοπη σπατάλη του εύρους ζώνης. Η προσέγγιση αυτή γίνεται ακόμη πιο επιτακτική κατά την ενσωμάτωση της κωδικοποίησης δικτύου σε αλγόριθμους εκπομπής καθώς κάθε κόμβος είναι ταυτόχρονα και παραλήπτης κάθε πακέτου. Οι τεχνικές

που συνδυάζουν αυτή την κατηγορία κωδικοποίησης δικτύου με αλγόριθμους για MANET χρησιμοποιούν επί των πλείστων την πράξη XOR για την κωδικοποίηση των πακέτων. Αυτή η τεχνική προτάθηκε και στο COPE [40]. Επιπρόσθετα, έχουν προταθεί τεχνικές με άλλους τρόπους κωδικοποίησης μεταξύ των πακέτων [27],[21],[23] οι οποίες ωστόσο, όπως περιγράφεται στη συνέχεια, χαρακτηρίζονται από σημαντικά προβλήματα.

Ο αλγόριθμος *CodeB* [27] είναι ο πρώτος που προτάθηκε για εκπομπή σε MANET με πρακτική κωδικοποίηση δικτύου βασισμένη σε XOR. Η τεχνική αυτή επεκτείνει όλους τους αλγόριθμους εκπομπής βασισμένους στο DP, και κυρίως το PDP (υπ. 2.2.2). Σύμφωνα με το *CodeB* επιτρέπεται ο συνδυασμός πακέτων όταν πληρούνται συγκεκριμένες προϋποθέσεις στους ενδιάμεσους κόμβους που επιλέγονται από τον αλγόριθμο GSC για την προώθηση των πακέτων εκπομπής. Για την επιτυχή κωδικοποίηση τα πακέτα αναμένουν σχόπια σε μια λίστα, η οποία υλοποιείται στο επίπεδο δικτύου κάθε κόμβου. Επίσης, διατηρούνται πληροφορίες σχετικά με τις λήψεις πακέτων από γειτονικούς κόμβους. Στην εργασία [27] εισάγεται ένας άπληστος ευρετικός αλγόριθμος για την εύρεση ευκαιριών κωδικοποίησης ανάμεσα στα πακέτα που αναμένουν στη λίστα. Για κάθε κωδικοποιημένο πακέτο πρέπει απαραίτητα κάθε γείτονας του κόμβου που πραγματοποιεί την κωδικοποίηση να είναι ικανός για αποκωδικοποίηση. Τόσο η κωδικοποίηση πακέτων, όσο και η αποκωδικοποίηση πραγματοποιούνται κάνοντας την πράξη XOR ανάμεσα στα πακέτα. Έτσι, για την επιτυχή αποκωδικοποίηση ενός κωδικοποιημένου πακέτου, που αποτελεί συνδυασμό n πακέτων, κάποιος κόμβος πρέπει να γνωρίζει τουλάχιστον $n - 1$ από αυτά. Η τεχνική του *CodeB* αποτελεί και την αποδοτικότερη πρόταση εκπομπής με κωδικοποίηση δικτύου σε κάθε άλμα που έχει ως βάση της έναν ντετερμινιστικό αλγόριθμο εκπομπής. Το σημαντικότερο χαρακτηριστικό του *CodeB* είναι ότι εγγυάται την αποκωδικοποίηση όλων των κωδικοποιημένων πακέτων στους ενδιάμεσους κόμβους, με αποτέλεσμα τα πακέτα να λαμβάνονται από όλους τους κόμβους. Επίσης, άλλο ένα σημαντικό χαρακτηριστικό του είναι ότι συνδυάζει επιτυχώς πακέτα ανεξαρτήτως πηγής, γεγονός που αυξάνει ραγδαία τον αριθμό των κωδικοποιήσεων. Ωστόσο, όπως θα παρουσιαστεί και στα κεφάλαια που ακολουθούν, ο *CodeB* αντιμετωπίζει προβλήματα απόδοσης υπό συνθήκες δικτύου που είναι συχνές στα MANET. Επιπλέον, για την εύρυθμη λειτουργία του ο *CodeB* δεσμεύει σημαντικό τμήμα των περιορισμένων πόρων που προσφέρονται από τους κόμβους ενός MANET.

Στην εργασία [27] προτείνεται επίσης μια επέκταση του *CodeB* που χρησιμοποιεί κώδικες *Reed-Solomon*. Η επέκταση αυτή στηρίζεται σε έναν αλγόριθμο που υπολογίζει τον ελάχιστο αριθμό k κωδικοποιημένων πακέτων, η προώθηση και παράδοση των οποίων εξασφαλίζει την αποκωδικοποίηση των n αρχικών πακέτων. Ο υπολογισμός αυτός του k βασίζεται στα πακέτα που είναι ήδη γνωστά στη γειτονιά ενός άλματος, τα οποία και συμμετέχουν κατά την αποκωδικοποίηση των n πακέτων. Η τεχνική αυτή αρχικά έχει μειονεκτήματα που προέρχονται από τη φύση του *Reed-Solomon* που απαιτεί πολυωνυμικό χρόνο κωδικοποίησης και αποκωδικοποίησης μόνο για μικρές τιμές του n και k [38]. Το χαρακτηριστικό αυτό καθιστά μη πρακτική την υλοποίησή του στα MANET. Επίσης, ζητήματα προκύπτουν κατά τη λειτουργία της τεχνικής όπως η επιλογή του πλήθους n των πακέτων που συνδυάζονται



κάθε φορά και την αλληλεπίδραση αυτών με το ρυθμό άφιξης νέων πακέτων. Ο υψηλός ρυθμός άφιξης εισάγει νέα πακέτα στον κόμβο, τα οποία είτε πρέπει να περιμένουν την αποστολή των k κωδικοποιημένων πακέτων είτε να συμμετέχουν σε ένα νέο υπολογισμό του n . Η πρώτη περίπτωση αυξάνει την καθυστέρηση παράδοσης των πακέτων, ενώ η δεύτερη μπορεί να καταστρέψει τη λειτουργία του αλγορίθμου.

Στην εργασία τους [22] οι Kadi και Al Agha εφαρμόζουν την πρακτική κωδικοποίηση δικτύου με XOR στον ντετερμινιστικό αλγόριθμο εκπομπής MPR. Υπενθυμίζεται ότι ο αλγόριθμος MPR διαφέρει από τους αντίστοιχους ντετερμινιστικούς της γενιάς DP σε δύο σημεία. Το πρώτο από αυτά είναι επέκταση του αλγορίθμου GSC, ενώ το δεύτερο και σημαντικότερο είναι ότι οι αλγόριθμοι DP υπολογίζουν τα σύνολα προώθησης σε κάθε προώθηση πακέτου. Αντίθετα, ο MPR υπολογίζει το σύνολο προώθησης και ενημερώνει τους κόμβους ανά τακτά χρονικά διαστήματα. Την πιο σημαντική συνεισφορά της εργασίας [22] αποτελεί ο αλγόριθμος εύρεσης ευκαιριών κωδικοποίησης, ενώ όλες οι άλλες λειτουργίες είναι πανομοιότυπες με αυτές του CodeB. Ο νέος αλγόριθμος εύρεσης ευκαιριών κωδικοποίησης χρησιμοποιεί ως ευρετικό κριτήριο το σύνολο των γειτόνων που μπορούν να αποκωδικοποιήσουν το εκάστοτε κωδικοποιημένο πακέτο. Σύμφωνα με αυτό το κριτήριο ένα νέο πακέτο προσαρτάται στο κωδικοποιημένο πακέτο μόνο στην περίπτωση που το σύνολο των γειτόνων που μπορούν να αποκωδικοποιήσουν το νέο κωδικοποιημένο πακέτο αυξάνεται. Ωστόσο, η προσέγγιση αυτή δεν επιφέρει τα καλύτερα δυνατά αποτελέσματα καθώς υπάρχει περίπτωση προώθησης κωδικοποιημένων πακέτων που να μην μπορούν να αποκωδικοποιηθούν από όλους τους γείτονες. Το αποτέλεσμα είναι η μείωση της συνολικής αξιοπιστίας της εκπομπής. Επιπλέον, διατηρώντας το μεγαλύτερο τμήμα λειτουργικότητας του CodeB ταυτόχρονα κληρονομεί και την άσχημη απόδοσή του υπό συγκεκριμένες συνθήκες του MANET.

Οι Kadi και Al Agha επέκτειναν την εργασία τους [22] στην [21], προτείνοντας κώδικες LT [30] για την κωδικοποίηση. Οι LT κώδικες υπερτερούν του Reed-Solomon, αφού χαρακτηρίζονται από γραμμικό χρόνο κωδικοποίησης και έχουν χρόνο αποκωδικοποίησης της τάξης $O(n \times \log n)$ [30]. Ο βασικός τους αλγόριθμος συνδυάζει τυχαία σε κάθε άλμα διαφορετικό σύνολο πακέτων. Το μέγεθος του παραπάνω συνδυασμού μπορεί να είναι και ένα συμβολίζοντας την εκπομπή ενός απλού πακέτου. Για την αποκωδικοποίηση κάθε παραλήπτης αποθηκεύει προσωρινά κάθε κωδικοποιημένο πακέτο μέχρις ότου λάβει αρκετά πακέτα που επιτρέπουν την αποκωδικοποίηση. Όταν γίνει η αποκωδικοποίηση τότε εκπέμπεται ένα πακέτο ενημέρωσης για να ενημερωθούν όλοι οι γείτονες για την επιτυχή αποκωδικοποίηση και να σταματήσουν να χρησιμοποιούν το πακέτο αυτό κατά τις κωδικοποιημένες αποστολές τους. Προέκταση αυτής της έρευνας αποτελεί η [23], η οποία μεταχειρίζεται με διαφορετικό τρόπο τα κωδικοποιημένα πακέτα που λαμβάνονται σε κάθε ενδιάμεσο κόμβο και αναμένουν την αποκωδικοποίησή τους. Στόχος της επέκτασης είναι η μείωση της μέσης καθυστέρησης παράδοσης των πακέτων. Προς αυτή την κατεύθυνση κάθε κωδικοποιημένο πακέτο δεν αναμένει απλά σε κάθε άλμα, αλλά αντίθετα συμμετέχει σε νέες κωδικοποιήσεις. Με αυτό τον τρόπο κάθε πακέτο που μετέχει σε ένα κωδικοποιημένο μεταδίδεται πιο γρήγορα



κατά μήκος του δικτύου. Βασικά μειονεκτήματα των τεχνικών αυτών αποτελούν η χρήση επιβεβαιώσεων, η σπατάλη μνήμης για την αποθήκευση των κωδικοποιημένων πακέτων σε κάθε κόμβο και ο αυθαίρετος συνδυασμός μεταξύ πακέτων χωρίς τη χρήση πληροφοριών σχετικά με τα πακέτα που έχει λάβει η γειτονιά. Ως αποτέλεσμα η αποκωδικοποίηση κάθε πακέτου σε κάθε κόμβο δεν είναι εγγυημένη. Επιπλέον, μερικά από τα χαρακτηριστικά αυτά μπορούν να οδηγήσουν υπό συνθήκες σε συμφόρηση και πλεονάζουσες επανεκπομπές με όλα τα αρνητικά τους επακόλουθα.

Στα πλαίσια της διατριβής αυτής επιλέχθηκε η κωδικοποίηση/αποκωδικοποίηση σε κάθε άλμα για το συνδυασμό με αλγόριθμους εκπομπής σε MANET. Η επιλογή αυτή οφείλεται στην εγγύηση της αποκωδικοποίησης από όλους τους ενδιαμέσους κόμβους που προσφέρεται κάτω από οποιαδήποτε τοπολογία. Επιπλέον επιλέχθηκε ως τεχνική συνδυασμού πακέτων το bitwise XOR, λόγω της απλότητάς του και της καλύτερης απόδοσής του όσον αφορά την σπατάλη πόρων μνήμης, υπολογιστικής ισχύος και ενέργειας σε σύγκριση με άλλες τεχνικές, όπως οι κώδικες Reed-Solomon. Τα παραπάνω αποτελούν και χαρακτηριστικά του αλγόριθμου εκπομπής CodeB [27]. Αυτός είναι και ένας από τους λόγους που τον καθιστούν τον αποδοτικότερο αλγόριθμο εκπομπής με κωδικοποίηση δικτύου στα MANET μέχρι στιγμής.



ΚΕΦΑΛΑΙΟ 3

ΤΕΧΝΙΚΕΣ ΕΚΠΟΜΠΗΣ ΜΕ ΚΩΔΙΚΟΠΟΙΗΣΗ ΔΙΚΤΥΟΥ

3.1 Αλγόριθμοι Εκπομπής βασισμένοι στην τεχνική DP

3.2 Ζητήματα Κωδικοποίησης Δικτύου

3.3 Ο αλγόριθμος CodeB

Στο κεφάλαιο αυτό παρουσιάζονται τα ζητήματα υλοποίησης που αφορούν τη σχεδίαση αλγορίθμων εκπομπής με κωδικοποίηση δικτύου, καθώς και οι σημαντικότερες τεχνικές που έχουν εφαρμοστεί. Οι περισσότεροι αλγόριθμοι αποτελούν επέκταση απλών αλγορίθμων εκπομπής στους οποίους εισάγεται ο μηχανισμός της κωδικοποίησης δικτύου. Για το λόγο αυτό στην ενότητα αυτή πρώτα θα γίνει μια σύντομη περιγραφή της λειτουργίας των αλγορίθμων εκπομπής, κατόπιν θα παρουσιαστούν ζητήματα που αφορούν την ενσωμάτωση της κωδικοποίησης δικτύου και τέλος θα περιγραφεί η λειτουργία του σημαντικότερου αλγορίθμου. Ο αλγόριθμος αυτός ονομάζεται CodeB και αποτελεί σημείο αναφοράς για την έρευνα στα πλαίσια της διατριβής αυτής.

Στόχος της διατριβής αυτής είναι ο συνδυασμός της κωδικοποίησης δικτύου με αλγόριθμους εκπομπής βασισμένους στην τεχνική Dominant Pruning (DP). Οι αλγόριθμοι εκπομπής της γενιάς DP, εκτός της ανωτερότητάς τους απέναντι σε εναλλακτικές τεχνικές, αποτελούν κατάλληλους υποψηφίους για συνδυασμό με τεχνικές κωδικοποίησης δικτύου. Η αιτία είναι ο μεγάλος αριθμός πακέτων που συγκεντρώνονται σε επιλεγμένους ενδιάμεσους κόμβους για προώθηση, προσφέροντας περισσότερες ευκαιρίες για κωδικοποίηση. Για την κωδικοποίηση επιλέχθηκε η προσέγγιση της κωδικοποίησης/αποκωδικοποίησης σε κάθε άλμα με τη χρήση της πράξης bitwise XOR. Η επιλογή αυτή οφείλεται στο γεγονός ότι μπορεί, υπό τέλειες συνθήκες μετάδοσης, να εγγυηθεί την αποκωδικοποίηση των δεδομένων σε όλους τους κόμβους του δικτύου. Το γεγονός αυτό αποτελεί προϋπόθεση για τη λειτουργία της



εκπομπής. Επιπρόσθετα, η πράξη XOR προσφέρει απλότητα και χαμηλό υπολογιστικό κόστος, γεγονός πολύ σημαντικό στα δίκτυα MANET.

Στη συνέχεια, αρχικά περιγράφεται η λειτουργία των αλγορίθμων εκπομπής που βασίζονται στην τεχνική DP. Κατόπιν παρουσιάζεται η κωδικοποίηση δικτύου με κωδικοποίηση/αποκωδικοποίηση σε κάθε άλμα καθώς και τα ζητήματα που προκύπτουν κατά το συνδυασμό των δύο τεχνικών. Τέλος, παρουσιάζεται ο αλγόριθμος CodeB.

3.1 Αλγόριθμοι Εκπομπής βασισμένοι στην τεχνική DP

Οι αλγόριθμοι που βασίζονται στην κατηγορία DP ανήκουν επίσης στην κατηγορία των ντετερμινιστικών αλγορίθμων εκπομπής που παρουσιάστηκε στην υποενότητα 2.3.2. Η γενική φιλοσοφία των αλγορίθμων αυτών στηρίζεται στον υπολογισμό του ελάχιστου συνεκτικού κυρίαρχου συνόλου ενός δικτύου, οι κόμβοι του οποίου μπορεί να χρησιμοποιηθούν για την προώθηση μια ροής πακέτων σε όλους του κόμβους ενός MANET. Αρχικά, θα παρουσιαστούν κάποιες έννοιες που παίζουν σημαντικό ρόλο στην κατανόηση της λειτουργίας των αλγορίθμων DP.

Σύνολο Προώθησης ($FW(v)$) ενός κόμβου v : Ορίζεται ως το σύνολο των κόμβων που ανήκουν στη γειτονιά του v , οι οποίοι πρέπει να προωθήσουν ένα πακέτο έτσι ώστε όλοι οι κόμβοι που ανήκουν στη γειτονιά δύο αλμάτων του κόμβου v ($N(N(v))$) να είναι σε θέση να το παραλάβουν. Συμβολίζεται ως:

$$FW(v) = f_1, f_2, \dots, f_n, \quad f_i \in N(v) \text{ για } i = 1, 2, \dots, n$$

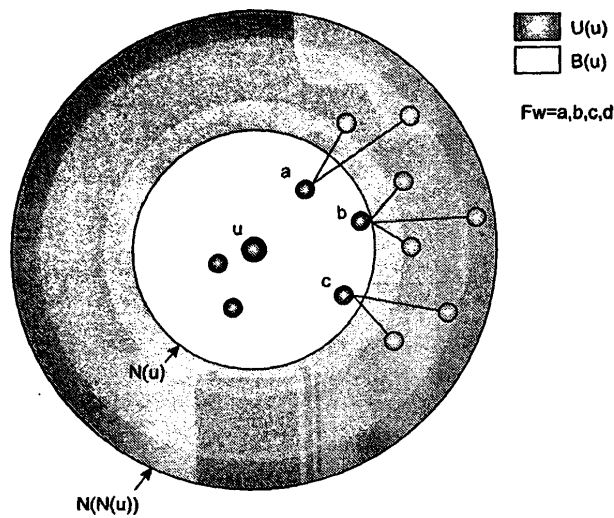
Σύνολο $U(v)$ ενός κόμβου v : Είναι το σύνολο των κόμβων $i \in N(N(v)) - N(v)$, οι οποίοι πρέπει να παραλάβουν ένα εκπεμπόμενο πακέτο. Προφανώς ισχύει ότι $U(v) \subset N(N(v))$.

Σύνολο $B(v)$ ενός κόμβου v : Είναι το σύνολο των κόμβων $i \in N(v)$, οι οποίοι είναι υποψήφιοι να ενταχθούν στο $FW(u)$ και να προωθήσουν ένα πακέτο ώστε να “καλύψουν” το σύνολο $U(u)$. Προφανώς ισχύει ότι $B(v) \subset N(v)$.

Πρέπει να τονιστεί ότι η εκτέλεση των παρακάτω βημάτων προϋποθέτει την ύπαρξη κάποιου μηχανισμού, ο οποίος παρέχει σε κάθε κόμβο u τη δυνατότητα γνώσης των γειτονιών ενός άλματος $N(v)$ και δύο αλμάτων $N(N(v))$ του. Ο μηχανισμός αυτός υλοποιείται με την ανταλλαγή hello μηνυμάτων μεταξύ των κόμβων και περιγράφεται εκτενώς στη συνέχεια της υποενότητας αυτής. Η βασική λειτουργία όλων των αλγορίθμων DP είναι ίδια και περιγράφεται πλήρως από τα παρακάτω βήματα, τα οποία περιγράφουν τις ενέργειες που πραγματοποιούνται κατά την προώθηση ενός πακέτου:

1. Κάθε κόμβος καθορίζει τα σύνολα $U(u)$ και $B(u)$. Στο βήμα αυτό έχουν προταθεί διαφοροποιήσεις του DP (αλγόριθμοι TDP και PDP).



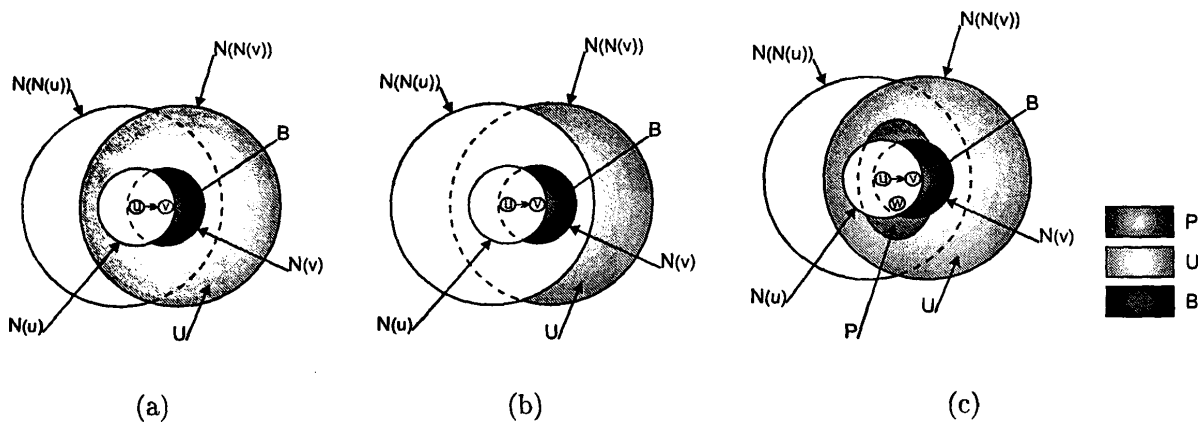


Σχήμα 3.1: Κατασκευή συνόλου προώθησης του κόμβου v

2. Χρησιμοποιείται ο ευρετικός αλγόριθμος GSC, ο οποίος καλείται να δώσει μια λύση στο *Set Cover* πρόβλημα. Το *Set Cover* πρόβλημα περιγράφεται ως η αναζήτηση του ελάχιστου συνόλου $FW(v) \subset B(v)$, τέτοιο ώστε $\bigcup_{i \in FW(v)} N(i) \supseteq U(v)$. Η λεπτομερής περιγραφή του GSC ακολουθεί αργότερα στο κεφάλαιο αυτό.
3. Το $FW(u)$, που υπολογίστηκε στο προηγούμενο βήμα, προσαρτείται στο προς μετάδοση πακέτο. Με τον τρόπο αυτό, κάθε παραλήπτης του πακέτου είναι σε θέση να γνωρίζει αν ανήκει στο σύνολο προώθησης ή όχι και συνάμα να λάβει σωστή απόφαση σχετικά με την περαιτέρω προώθηση του πακέτου.
4. Το πακέτο μεταδίδεται σε όλους τους γείτονες.

Ένα παράδειγμα κατασκευής συνόλου προώθησης φαίνεται στο σχήμα 3.1, στο οποίο ο κόμβος v επιχειρεί την προώθηση ενός πακέτου. Αρχικά, επιλέγονται τα σύνολα $U(v) = N(N(v)) - N(v)$ και $B(v) = N(v)$ για τα οποία η εκτέλεση του GSC θα δώσει ως σύνολο προώθησης το $FW(v) = a, b, c$.

Στο σχήμα 3.2 φαίνονται οι προσεγγίσεις των συνόλων $B(v)$ και $U(v)$ για τον κόμβο v των αλγορίθμων DP, TDP και PDP αντίστοιχα. Οι TDP και PDP επεκτείνουν τον αλγόριθμο DP ελαττώνοντας το σύνολο των κόμβων που πρέπει να καλυφθούν ($U(v)$), με αποτέλεσμα την παραγωγή μικρότερων συνόλων προώθησης ($FW(v)$). Αντίθετα, και οι τρεις αλγόριθμοι χρησιμοποιούν το ίδιο σύνολο υποψήφιων κόμβων για το σύνολο προώθησης το οποίο ορίζεται ως $B(v) = N(v) - N(u)$. Ο DP υπολογίζει το σύνολο $U(v)$ αφαιρώντας από το σύνολο των γειτόνων δύο αλμάτων όλους τους γείτονες ενός άλματος οι οποίοι θα ενημερωθούν κατά την εκπομπή του πακέτου καθώς και όλους τους γείτονες ενός άλματος του upstream κόμβου u καθώς θεωρούνται ήδη ενημερωμένοι από την εκπομπή του upstream κόμβου. Έτσι, το σύνολο $U(v)$ στον DP, όπως φαίνεται στο σχήμα 3.2(a), γίνεται $U(v) = N(N(v)) - N(v) - N(u)$. Από την άλλη πλευρά, για να ελαχιστοποιήσει το σύνολο



Σχήμα 3.2: Παρουσίαση τριών αλγορίθμων: (a) *Dominant Pruning* (DP) (b) *Total Dominant Pruning* (TDP) (c) *Partial Dominant Pruning* (PDP)

$U(v)$ ο TDP προσθέτει επιπλέον πληροφορίες σε ένα δεδομένο πακέτο κατά τη μετάδοση του από τον upstream κόμβο u στον κόμβο v . Οι πληροφορίες αυτές περιλαμβάνουν τη γειτονιά δύο αλμάτων του κόμβου u , η οποία και αναμένεται να καλυφθεί από τον κόμβο αυτό. Επομένως, ο κόμβος v μπορεί να υποθέσει ότι το γνωστό σε αυτόν σύνολο $N(N(u))$ έχει γνώση για το πακέτο που μόλις έλαβε με αποτέλεσμα να μην χρειάζεται να λάβει υπόψιν το σύνολο αυτό κατά την περαιτέρω προώθηση του πακέτου. Κατά συνέπεια το σύνολο $U(v)$ μπορεί να υπολογιστεί ως $U(v) = N(N(v)) - N(N(u))$ (σχ. 3.2(b)). Από την άλλη πλευρά, ο PDP χρησιμοποιώντας την ίδια φιλοσοφία αποσκοπεί στη μείωση των επιπλέον προωθήσεων ενός πακέτου χωρίς να εισάγει πρόσθετη πληροφορία σε κάθε πακέτο. Έτσι, ο κόμβος v στηρίζεται σε πληροφορίες μέσω της γειτονιάς δύο αλμάτων, εστιάζοντας στους κόμβους οι οποίοι είναι γείτονες αυτού αλλά συγχρόνως και του u . Τόσο οι κόμβοι αυτοί όσο και οι γείτονές τους, οι οποίοι βρίσκονται στη γειτονιά δύο αλμάτων του v , θεωρούνται ενημερωμένοι για το δεδομένο πακέτο μέσω του u . Επομένως, το σύνολο $U(v)$ ορίζεται ως $U(v) = N(N(v)) - N(v) - N(N(v) \cap N(u))$.

Ο αλγόριθμος Greedy Set Cover (GSC) [46],[43] αποτελεί σημαντικό τμήμα όλων των αλγορίθμων της γενιάς DP αφού είναι υπεύθυνος για τον υπολογισμό του συνόλου προώθησης ($FW(v)$) για δεδομένα σύνολα $B(v)$ και $U(v)$. Ο υπολογισμός του συνόλου προώθησης μοντελοποιείται ως ένα πρόβλημα Set Cover, η ελαχιστοποίηση του οποίου αποτελεί NP-πλήρες πρόβλημα. Επομένως, για τον υπολογισμό του συνόλου προώθησης κρίνεται ορθή η χρήση του άπληστου αλγορίθμου GSC, ο οποίος δίνει μια προσεγγιστική λύση. Ο αλγόριθμος 1 παρουσιάζει τον ψευδοκώδικα του GSC που καλείται σε κάθε προώθηση πακέτου από οποιοδήποτε κόμβο του MANET.

Ο GSC είναι ένας προσεγγιστικός αλγόριθμος πολυωνυμικού χρόνου με πολυπλοκότητα $O(|U(v)||B(v)|\min|U(v)|, |B(v)|)$. Επιπρόσθετα, είναι εφικτή η υλοποίησή του που να παρέχει αποτελέσματα σε χρόνο της τάξης $O(\sum_{v_i \in B(v)} |N(v_i) \cap U(v)|)$ [46].



input : Sets $B(v), U(v)$

output: Set $FW(v)$

```
1  $FW(v) \leftarrow \emptyset;$ 
2 while  $U(v) \neq \emptyset$  do
3   select  $v_k \in B(v)$  that maximizes  $N(v_k) \cap U(v);$ 
4    $U(v) \leftarrow U(v) - N(v_k);$ 
5    $FW(v) \leftarrow FW(v) \cup v_k;$ 
6 return  $FW(v);$ 
```

Αλγόριθμος 1: Ο αλγόριθμος GSC

3.1.1 Κινητικότητα των Κόμβων και Ανανέωση Πληροφορίας Γειτνίασης

Όπως αναφέρθηκε προηγουμένως η λειτουργία των αλγορίθμων εκπομπής DP βασίζεται στη διατήρηση πληροφοριών σχετικά με τη γειτονιά ενός ή δύο αλμάτων κάθε κόμβου. Η συγκέντρωση των πληροφοριών αυτών γίνεται με περιοδική ανταλλαγή hello μηνυμάτων μεταξύ των κόμβων του MANET. Κάθε κόμβος που λαμβάνει ένα hello μήνυμα μπορεί να υποθέσει ότι ο αποστολέας του βρίσκεται εντός της εμβελείας του και επομένως είναι γείτονάς του. Επιπρόσθετα, σε κάθε hello μήνυμα υπάρχει η δυνατότητα να προστεθεί η γειτονιά ενός άλματος του αποστολέα όπως είναι γνωστή τη στιγμή εκείνη. Η τεχνική αυτή δίνει τη δυνατότητα στους παραλήπτες να γνωρίζουν τους γείτονες δύο αλμάτων οι οποίοι είναι προσβάσιμοι μέσω του εκάστοτε αποστολέα του hello μηνύματος. Η συγκέντρωση των πληροφοριών της τοπολογίας είναι ιδιαίτερα σημαντική για τους αλγόριθμους εκπομπής και επηρεάζει την απόδοσή τους. Στόχος πρέπει να είναι η παραγωγή όσο το δυνατόν μικρότερου αριθμού hello μηνυμάτων, ο οποίος ωστόσο θα εξασφαλίζει ότι οι πληροφορίες των κόμβων ανταποκρίνονται στην σωστή εικόνα του δικτύου. Μια παράμετρος που επηρεάζει την ορθότητα των πληροφοριών που αποκτούνται μέσω των hello μηνυμάτων είναι η κινητικότητα των κόμβων, η οποία και περιγράφεται παρακάτω.

Οι κόμβοι ενός MANET έχουν την ελευθερία να κινούνται προς οποιαδήποτε κατεύθυνση με οποιαδήποτε ταχύτητα. Η κίνηση αυτή εξαρτάται από την εφαρμογή για την οποία χρησιμοποιείται το δίκτυο και αρκετές ερευνητικές ομάδες έχουν ασχοληθεί με την μοντελοποίηση της. Τα αποτελέσματα των μελετών αυτών χρησιμοποιούνται στο σχεδιασμό αλγορίθμων για τα δίκτυα αυτά. Έτσι υπάρχουν ρεαλιστικά μοντέλα, που προσομοιώνουν για παράδειγμα την κίνηση επιστημόνων σε έναν συνεδριακό χώρο ή διαφόρων ατόμων σε ένα Πανεπιστημιακό χώρο [7], μοντέλα που προσομοιώνουν την κίνηση αυτοκινήτων σε μια πόλη[41] ή ακόμη και την κίνηση ατόμων που εξαρτάται από τις κοινωνικές τους σχέσεις [32].

Η κινητικότητα των κόμβων δημιουργεί πρόβλημα διότι καθιστά τις πληροφορίες για την τοπολογία του δικτύου ανακριβείς. Η ανακρίβεια αυτή οφείλεται στο γεγονός ότι κάποιοι



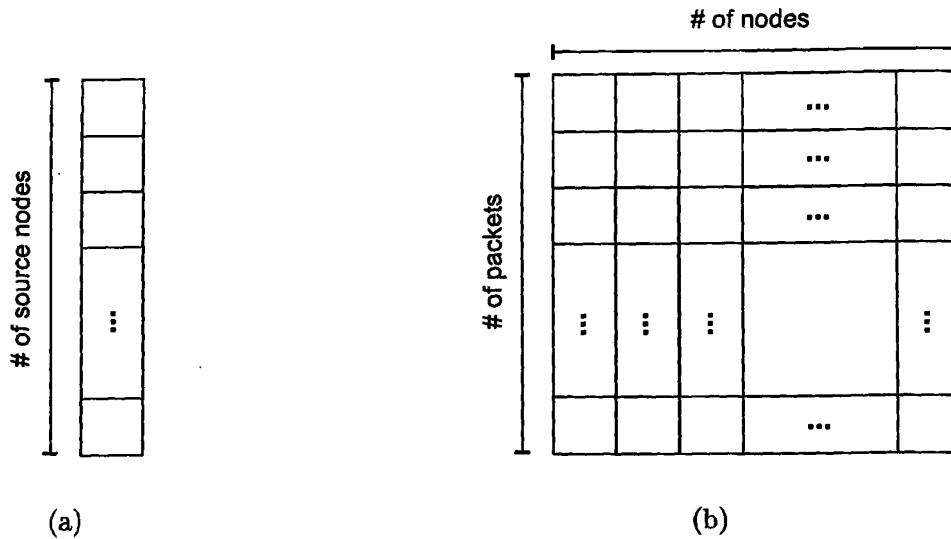
κόμβοι μπορούν να εισέρχονται ή εξέρχονται από τη γειτονιά ενός κόμβου, χωρίς αυτός να ενημερώνεται έγκαιρα. Επομένως, όσο μεγαλύτερος ο βαθμός κινητικότητας των κόμβων τόσο περισσότερο ανακριβείς είναι οι πληροφορίες σχετικά με την τοπολογία του δικτύου προκαλώντας την αδυναμία παράδοσης των εκπεμπόμενων μηνυμάτων σε όλους τους κόμβους του δικτύου. Μία λύση ενάντια στη μεγάλη κινητικότητα είναι η αύξηση του ρυθμού αποστολής των hello μηνυμάτων, έτσι ώστε οι κόμβοι να ενημερώνονται άμεσα για τις αλλαγές στην τοπολογία του δικτύου. Ωστόσο, αυτή η κίνηση δεν έχει πάντα αποτέλεσμα διότι η αύξηση του ρυθμού αποστολής των hello μηνυμάτων εισαγάγει επιπλέον πακέτα στο δίκτυο που μπορεί να προκαλέσουν συμφόρηση στο δίκτυο. Η συμφόρηση αυτή μπορεί να γίνει αιτία απώλειας τόσο πακέτων δεδομένων όσο και hello μηνυμάτων, με τη δεύτερη περίπτωση να συμβάλει στην ανακριβή εικόνα των κόμβων σχετικά με το δίκτυο. Το συμπέρασμα λοιπόν που εξάγεται είναι ότι η επιλογή του ρυθμού αποστολής των hello μηνυμάτων χρήζει ιδιαίτερης προσοχής και συνδέεται άμεσα με το βαθμό κινητικότητας των κόμβων ενός MANET.

Άλλη μία παράμετρος, που σχετίζεται με την ακρίβεια των πληροφοριών για την τοπολογία του δικτύου είναι ο χρόνος διατήρησης της γνώσης για τη γειτονιά κάθε κόμβου. Αν αυτός ο χρόνος είναι μικρότερος ή ίσος από τον αντίστοιχο που χρειάζεται για να ληφθεί το επόμενο hello μήνυμα τότε ο κόμβος ίσως βρεθεί με ανακριβείς γνώσεις σχετικά με την τοπολογία του δικτύου. Η κατάσταση δυσχεραίνεται όταν το δίκτυο είναι σε κατάσταση συμφόρησης που μπορεί να οδηγήσει στην απώλεια κάποιων hello μηνυμάτων, αυξάνοντας ταυτόχρονα το χρόνο που ο κόμβος παραμένει μη ενημερωμένος. Για το λόγο αυτό η σωστή τακτική είναι να διατηρούνται οι πληροφορίες κάθε hello μηνύματος για πολλαπλάσιο χρόνο του χρονικού διαστήματος που μεσολαβεί ανάμεσα σε δύο hello μηνύματα.

3.1.2 Κριτήρια Τερματισμού

Μια πτυχή των αλγορίθμων εκπομπής DP αποτελεί ο χειρισμός των διπλοτύπων πακέτων που λαμβάνονται σε έναν κόμβο του MANET. Το πρόβλημα που προκύπτει είναι όταν το σύνολο προώθησης ενός διπλότυπου πακέτου περιέχει τον παραλήπτη έτσι ώστε να συμβάλει στην περαιτέρω προώθηση του. Με αυτό τον τρόπο, τίθεται ένα ερώτημα στον παραλήπτη αν πρέπει να συνδράμει ή όχι στην προώθηση του πακέτου. Υπό συνθήκες και οι δύο απαντήσεις είναι σωστές. Η απόφαση προώθησης αυξάνει τον αριθμό των διπλοτύπων που διακινούνται στο δίκτυο και πετυχαίνει μεγαλύτερη αξιοπιστία σε περιπτώσεις όπως π.χ. μεγάλης κινητικότητας των κόμβων. Από την άλλη, η απόφαση προώθησης μπορεί να έχει αρνητικές επιπτώσεις στη λειτουργία της εκπομπής. Αρχικά, μπορεί να αυξάνει τον αριθμό των εκπεμπόμενων πακέτων μειώνοντας την ενεργειακή ισχύ κάθε κόμβου, αφού πλέον κάθε κόμβος καλείται να παραλάβει και να επεξεργαστεί μεγαλύτερο αριθμό πακέτων. Επιπρόσθετα, η απόφαση προώθησης επιβαρύνει το ήδη περιορισμένο εύρος ζώνης μεταδίδοντας πρόσθετα πακέτα χωρίς να υπάρχει ουσιαστική ανάγκη προώθησης. Τέλος, η απόφαση προώθησης επηρεάζει άμεσα τη συνολική κατάσταση του MANET, το οποίο μπορεί να περιέλθει σε κατάσταση συμφόρησης με όλα τα αρνητικά επακόλουθα.





Σχήμα 3.3: Δομή αναπαράστασης Κριτηρίων Τερματισμού (a) Relayed/UnRelayed και (b) Marked/ UnMarked

Ο μηχανισμός που καλείται να χειριστεί την άφιξη των διπλοτύπων ονομάζεται *Κριτήριο Τερματισμού*. Η παρουσία του μηχανισμού αυτού είναι αισθητή σε όλους τους αλγόριθμους εκπομπής ξεκινώντας με τον απλό αλγόριθμο της Πλημμύρας [14] με την πολιτική να μην προωθούνται καθόλου διπλότυπα πακέτων που έχουν ήδη σταλεί. Οι απαιτήσεις αυτής της τεχνικής τόσο από άποψη μνήμης όσο από άποψη επεξεργαστικής ισχύς είναι μικρές. Όπως φαίνεται και στο σχήμα 3.3(a), κάθε κόμβος πρέπει να διατηρεί τον αριθμό ακολουθίας μόνο του τελευταίου πακέτου που έλαβε και προώθησε από κάθε ροή πακέτων. Επομένως, αν ο αριθμός των πηγών είναι n τότε η αναγκαία χωρική πολυπλοκότητα είναι $O(n)$. Από την άλλη ο κόμβος αποφασίζει αν πρέπει να προωθήσει το πακέτο ή όχι με σταθερή χρονική πολυπλοκότητα $O(1)$, αφού χρειάζεται μόνο ένας έλεγχος στην παραπάνω δομή για το αν ο ακολουθιακός αριθμός του νέου πακέτου είναι μεγαλύτερος του ήδη υπάρχοντος για την ίδια ροή πακέτων. Ο ψευδοκώδικας που αποφασίζει για την προώθηση ενός διπλοτύπου παρουσιάζεται από τον αλγόριθμο 2.

input : Packet p to Forward

output: true:Forward Packet false:Drop Packet

- 1 Get the Sequence Number SN of last packet forwarded and was originated from $p.OriginNode$;
- 2 if $p.SN > SN$ then
- 3 | $SN \leftarrow p.SN$;
- 4 | return true;
- 5 else
- 6 | return false;

Αλγόριθμος 2: Αλγόριθμος απόφασης του *Relayed/UnRelayed*



Οι Lou και Wu [29] επέκτειναν τα κριτήρια τερματισμού δίνοντας μία νέα τεχνική με το όνομα *Marked/Unmarked*¹ και ονόμασαν την τεχνική της Πλημμύρας ως *Relayed/ UnRelayed*². Σύμφωνα με τη μέθοδο M/U κάποιος γείτονας ενός άλματος ενός κόμβου μπορεί να είναι είτε *Marked*, είτε *UnMarked* για ένα δεδομένο πακέτο. Η κατάσταση *Marked* δηλώνει ότι ο συγκεκριμένος γείτονας έχει λάβει το πακέτο, και αντίστοιχα η κατάσταση *UnMarked* δηλώνει ότι δεν το έχει λάβει. Έτσι, κάποιος κόμβος του δικτύου που έχει λάβει κάποιο πακέτο και ανήκει στο σύνολο προώθησης του εκπέμπει το πακέτο αν υπάρχει τουλάχιστον ένας γείτονας που παραμένει *UnMarked*. Σε αντίθετη περίπτωση απορρίπτει το πακέτο αν όλοι οι γείτονες ενός άλματος το έχουν ακούσει. Ωστόσο, βασική προϋπόθεση είναι κάθε κόμβος να διατηρεί επιπρόσθετες πληροφορίες σχετικά με τη γειτονιά του και να υπάρχει κάποιος μηχανισμός που να διαχειρίζεται αυτή τη γνώση. Στη συνέχεια ακολουθούν οι περιπτώσεις που σηματοδοτούν την ανανέωση των πληροφοριών που διατηρεί το M/U.

- Κατά τη λήψη ενός πακέτου, ο κόμβος υποθέτει ότι όλοι οι γείτονες ενός άλματος του αποστολέα του πακέτου έχουν λάβει σωστά το πακέτο. Οι εύρεση αυτών των κόμβων γίνεται εύκολα από τον πίνακα γειτνίασης που διατηρείται και περιγράφηκε στην υποενότητα 3.1.1. Σημειώνεται ότι η λειτουργία αυτής της τεχνικής προϋποθέτει η εικόνα της τοπολογίας του δικτύου στον πίνακα γειτνίασης να είναι σωστή.
- Κατά την αποστολή ενός πακέτου, ο κόμβος υποθέτει ότι οι γείτονες ενός άλματος του θα λάβουν το πακέτο. Αυτό έχει ως αποτέλεσμα όλοι οι γείτονες του αποστολέα να δηλωθούν ως *Marked*.

Για τη σωστή λειτουργία του κριτηρίου τερματισμού M/U κάθε κόμβος του MANET πρέπει να γνωρίζει για όσα πακέτα έχει λάβει τους αντίστοιχους κόμβους που έχουν ενημερωθεί. Στόχος της δομής που θα χρησιμοποιηθεί για την αναπαράσταση της παραπάνω πληροφορίας είναι να δεσμεύει όσο το δυνατόν λιγότερη μνήμη καθώς και να επιτρέπει γρήγορη αναζήτηση, πρόσθεση και διαγραφή εγγραφών³. Στην παρούσα διατριβή προτείνεται για την αναπαράσταση του κριτηρίου τερματισμού M/U η χρήση ενός συνόλου από χάρτες ψηφίων (*Bitmap*). Ένα *BitMap* αποτελεί τον πιο απλό τρόπο αναπαράστασης της άμεσης διευθυνσιοδότησης (*Direct Addressing*) [46] που προσφέρει εκτέλεση των *dictionary operations* σε σταθερό χρόνο $O(1)$. Επιπλέον, ο τρόπος αναπαράστασης της άμεσης διευθυνσιοδότησης, που προτείνεται, δεσμεύει ελάχιστο χώρο στη μνήμη. Αυτό οφείλεται στο γεγονός ότι το μέγεθος ενός *BitMap* εξαρτάται από τον αριθμό των κόμβων που μετέχουν σε ένα δίκτυο MANET. Ο αριθμός αυτός είναι συνήθως σχετικά μικρός. Επομένως, είναι εύκολα πραγματοποιήσιμη μία 1 προς 1 αντιστοίχιση μεταξύ όλων των κόμβων με το μέγεθος ενός *BitMap* να είναι ίσο με τον αριθμό των κόμβων του δικτύου. Η αντιστοίχιση αυτή μπορεί να γίνει με βάση τις διευθύνσεις IP των κόμβων και μπορεί να είναι προκαθορισμένη αν το σύνολο των IP διευθύνσεων που θα χρησιμοποιηθούν είναι γνωστό εξ'

¹ Εναλλακτικά θα συμβολίζεται ως M/U για λόγους συντομίας.

² Εναλλακτικά θα συμβολίζεται ως R/U για λόγους συντομίας.

³ Οι λειτουργίες αυτές είναι γνωστές με τον όρο *dictionary operations*.



αρχής. Για παράδειγμα, σε ένα MANET 500 κόμβων οι απαιτήσεις σε μνήμη είναι μόνο 62.5 bytes. Σημειώνεται ότι η χρήση των BitMap έχει ιδιαίτερη σημασία για τη διατριβή αυτή και λόγω των θετικών χαρακτηριστικών της χρησιμοποιείται στις περισσότερες δομές των αλγορίθμων, όπως π.χ. ο πίνακας γειτνίασης.

Παρά τη χρήση των BitMap οι ανάγκες σε πόρους του M/U αυξάνονται κατά πολύ σε σύγκριση με την τεχνική R/U. Όπως φαίνεται στο σχήμα 3.3(b), κάθε κόμβος του MANET πρέπει να γνωρίζει για όσα πακέτα έχει λάβει τους αντίστοιχους κόμβους που έχουν ενημερωθεί. Ωστόσο, η μνήμη είναι αρκετά περιορισμένη και πρέπει να υπάρχει ένα άνω φράγμα, το οποίο πρέπει να επιλεγεί προσεκτικά και εξαρτάται άμεσα από το ρυθμό άφιξης των πακέτων στον κόμβο. Επομένως, αν υποθέσουμε ότι τα πακέτα που εισέρχονται στον κόμβο είναι S και οι κόμβοι που μετέχουν στο δίκτυο είναι N τότε η χωρική πολυπλοκότητα της τεχνικής είναι της τάξης $O(S \times N)$ bits, αφού για κάθε πακέτο χρειάζεται ένα σύνολο από bits μεγέθους όσο και το πλήθος των κόμβων του δικτύου. Εύκολα συμπεραίνεται ότι ο αλγόριθμος και κατ' επέκταση το κριτήριο αυτό, εκτός από μνήμη είναι απαιτητικά και σε επεξεργαστική ισχύ. Για την ανανέωση των πληροφοριών ενός πακέτου χρειάζεται στη χειρίστη περίπτωση χρόνος της τάξης $O(N)$ και αντιστοιχεί σε περιπτώσεις που όλοι οι κόμβοι είναι στην εμβέλεια του αποστολέα ενός πακέτου. Ο αλγόριθμος 3 παρουσιάζει το ψευδοκώδικα του M/U που αποφασίζει για ένα δεδομένο πακέτο αν αυτό πρέπει να προωθηθεί ή όχι από έναν κόμβο. Η χρονική πολυπλοκότητα του αλγορίθμου απόφασης είναι της τάξης $O(N)$, από τη στιγμή που πρέπει να γίνουν N αναζητήσεις στο BitMap του πακέτου που ελέγχεται.

```

input : Packet  $p$  to Forward
output: true:Forward Packet false:Drop Packet

1 foreach Neighbor  $N$  do
2   if HasPacket( $N, p$ ) then
3     continue;
4   else
5     return true;
6 return false;

```

Αλγόριθμος 3: Αλγόριθμος απόφασης του *Marked/UnMarked*

Η εργασία [51] εξέτασε τα κριτήρια τερματισμού που περιγράφηκαν και πρότεινε δύο παραλλαγές, μία πάνω στο κριτήριο τερματισμού M/U και μία πάνω στο R/U. Η πρώτη παραλλαγή είναι το *Modified Marked/UnMarked* και ουσιαστικά αλλάζει την είσοδο που δίνεται στο αλγόριθμο GSC (υπ. 3.1.1). Σύμφωνα με το κριτήριο αυτό σε κάθε εκτέλεση του GSC αφαιρούνται από το σύνολο $U(v)$ όλοι οι κόμβοι που ανήκουν σε αυτό και είναι ταυτόχρονα *Marked*. Η αφαίρεση αυτή είναι σε θέση να επιφέρει μείωση του συνόλου προώθησης, ελαττώνοντας το συνολικό αριθμό των προωθήσεων. Επισημαίνεται ότι η τεχνική



αυτή δεν επηρεάζει τη διάθεση όλων των πακέτων σε όλους τους κόμβους του δικτύου και έχει συνολικά μικρότερο αριθμό προωθήσεων σε σχέση με το απλό M/U. Παρόλα αυτά οι απαιτήσεις σε πόρους παραμένουν ακριβώς ίδιες όπως αυτές του M/U και χρειάζεται μία δομή αναπαράστασης όπως αυτή του σχήματος 3.3(b).

Η δεύτερη παραλλαγή που προτείνεται στο [51] ακούει στο όνομα *Modified Relayed/ Un-Relayed*⁴ και βασίζεται στο κριτήριο τερματισμού R/U. Το κριτήριο αυτό σε αντίθεση με το M/U στοχεύει στην ελάττωση των προωθήσεων μέσω του ελέγχου της εκπομπής διπλοτύπων από κάθε κόμβο. Κατ' επέκταση, κάθε διπλότυπο που λαμβάνεται δεν επιτρέπεται να προωθηθεί ποτέ ανεξαρτήτως αν το αρχικό πακέτο που είχε ληφθεί προωθήθηκε ή όχι την πρώτη φορά. Η τεχνική αυτή αποδείχθηκε [51] ότι δεν επηρεάζει την διάθεση όλων των πακέτων σε όλους τους κόμβους του δικτύου. Επίσης, πειραματικές μετρήσεις της παρούσας διατριβής έδειξαν ότι έχει την καλύτερη συμπεριφορά συγκριτικά με όλες τις άλλες μεθόδους όσον αφορά τον αριθμό προωθήσεων των πακέτων. Οι απαιτήσεις σε επεξεργαστική ισχύ και μνήμη είναι ίδιες με αυτές του R/U με μία μικρή αλλαγή στη δομή αναπαράστασης του σχήματος 3.3(a). Η αλλαγή αυτή είναι ποιοτική στον ακολουθιακό αριθμό πακέτου που αποθηκεύεται για κάθε ροή. Έτσι, για κάθε ροή πρέπει να αποθηκεύεται ο ακολουθιακός αριθμός του τελευταίου πακέτου της ροής που λήφθηκε, σε αντίθεση με την με την προσέγγιση του R/U που διατηρεί το τελευταίο πακέτο που προωθήθηκε για κάθε ροή. Τέλος, ο ψευδοκώδικας της απόφασης δίνεται στον αλγόριθμο 4.

input : Packet *p* to Forward

output: true:Forward Packet false:Drop Packet

- 1 *Get the Sequence Number SN of last packet seen and was originated from *p.OriginNode* ;*
- 2 **if** *p.SN > SN* **then**
- 3 | *SN* ← *p.SN*;
- 4 | **return** true;
- 5 **else**
- 6 | **return** false;

Αλγόριθμος 4: Αλγόριθμος απόφασης του *Modified Relayed/UnRelayed*

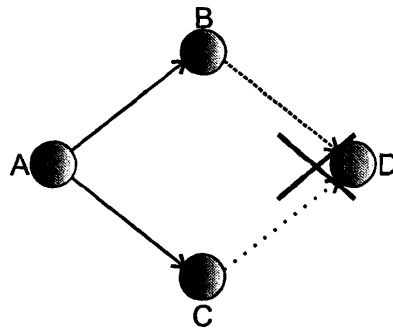
3.1.3 Συγχρονισμένες Μεταδόσεις

Ένα τεχνολογικό ζήτημα στην διαδικασία της εκπομπής που χρήζει ιδιαίτερης προσοχής είναι οι συγχρούσεις πακέτων που οφείλονται στο συγχρονισμό μεταδόσεων των πακέτων. Στη διαδικασία της εκπομπής υπάρχει μεγάλη πιθανότητα δύο ή περισσότεροι κόμβοι να μεταδώσουν ένα πακέτο σχεδόν ταυτόχρονα, ζήτημα με το οποίο έχουν ασχοληθεί και οι συγγραφείς του [48]. Για παράδειγμα έστω το δίκτυο του σχήματος 3.4. Εδώ ο κόμβος

⁴Εναλλακτικά θα συμβολίζεται ως MR/U για λόγους συντομίας.



Α ξεκινά μια εκπομπή μεταδίδοντας το πακέτο στους γείτονές του. Αν υποθέσουμε ότι το πακέτο ταξιδεύει στο κοινό μέσο με την ταχύτητα του φωτός, τότε όλοι οι γείτονες του A θα το λάβουν σχεδόν την ίδια χρονική στιγμή. Επίσης, αν οι κόμβοι B και C έχουν περίπου την ίδια υπολογιστική ισχύ και παρόμοιο φόρτο εργασίας, τότε θα επεξεργαστούν το μήνυμα ταυτόχρονα και αμέσως θα προσπαθήσουν να το μεταδώσουν. Αρχικά θα εκτελέσουν τον μηχανισμό για απόκτηση πρόσβασης στο κοινό μέσο. Οι δύο αυτοί κόμβοι θα διαπιστώσουν ταυτόχρονα ότι το κοινό μέσο είναι ελεύθερο και έτσι θα μεταδώσουν μαζί το μήνυμα. Το αποτέλεσμα της διαδικασίας αυτής είναι η σύγκρουση των δύο πακέτων, με συνέπεια ο κόμβος D να μην καταφέρει ποτέ να λάβει το εκπεμπόμενο πακέτο.



Σχήμα 3.4: Το πρόβλημα των συγχρονισμένων μεταδόσεων

Το πρόβλημα της μερικής σύγκρουσης των πακέτων, λόγω του συντονισμού των μεταδόσεων, μπορεί να επιλυθεί με τροποποίηση του μηχανισμού προώθησης των πακέτων. Η πιο διαδεδομένη από αυτές τις τροποποιήσεις είναι η εισαγωγή χρονικής καθυστέρησης (Jitter) στην προγραμματισμένη εκπομπή του πακέτου. Η καθυστέρηση αυτή είναι προϊόν της ομοιόμορφης κατανομής στο διάστημα $[0, t_{max}]$, όπου t_{max} είναι μία τιμή της τάξης χιλιοστών του δευτερολέπτου. Όπως γίνεται κατανοητό, η τιμή της παραμέτρου t_{max} επηρεάζει άμεσα την καθυστέρηση παράδοσης των πακέτων και πρέπει να επιλέγεται έτσι ώστε να ανταποκρίνεται στις συνθήκες του εκάστοτε δικτύου. Για αραιά δίκτυα μικρές τιμές στην παράμετρο t_{max} αρκούν για να εξασφαλιστεί ότι οι μεταδόσεις των πακέτων δεν προκαλούν συγκρούσεις. Αυτό συμβαίνει γιατί σε αραιά δίκτυα κάθε κόμβος έχει σχετικά λίγους γείτονες που ενδέχεται να προωθήσουν το πακέτο. Σαν αποτέλεσμα, το μικρό διάστημα από το οποίο επιλέγεται η τιμή για τη μεταβολή της καθυστέρησης είναι αρκετό ώστε να μην συγχρονίζονται οι μεταδόσεις. Αντίθετα σε πυκνά δίκτυα πρέπει να επιλέγονται μεγαλύτερες τιμές για την παράμετρο t_{max} . Το γεγονός αυτό εξασφαλίζει ότι όλοι οι κόμβοι θα επιλέξουν διαφορετική τιμή για την χρονική καθυστέρηση, ώστε να σειριοποιηθούν χρονικά οι μεταδόσεις των πακέτων. Σε κάθε περίπτωση η επιλογή της βέλτιστης τιμής για την παράμετρο t_{max} δεν είναι εύκολη διαδικασία. Η επιλογή μιας σχετικά μικρής τιμής είναι πιθανό να οδηγήσει σε συγκρούσεις πακέτων. Αντίθετα, αν επιλεγεί μεγάλη τιμή τότε οι καθυστερήσεις για κάθε πακέτο θα είναι σχετικά μεγάλες, έχοντας ως συνέπεια τη σημαντική αύξηση της καθυστέρησης στην παράδοση των εκπεμπόμενων πακέτων.



Μια επέκταση του Jitter που προσφέρει επίσης λύση στο πρόβλημα του συντονισμού των μεταδόσεων είναι αυτή της εργασίας [48], με την ονομασία RAD (Random Assessment Delay). Σύμφωνα με αυτή τη μέθοδο, κάθε κόμβος στο επίπεδο δικτύου διατηρεί όλα τα πακέτα σε μία ουρά. Κάθε πακέτο εισέρχεται στην ουρά αυτή με ένα κλειδί που αντιστοιχεί στη χρονική στιγμή που θα εξέλθει από αυτή. Η τιμή του κλειδιού επιλέγεται ακριβώς όπως και στην περίπτωση του Jitter, δηλαδή τυχαία από την ομοιόμορφη κατανομή στο διάστημα $[0, t_{max}]$. Η τεχνική RAD έχει όλα τα πλεονεκτήματα της αντίστοιχης τεχνικής Jitter, αλλά προσφέρει ένα επιπλέον πλεονέκτημα. Η διατήρηση πακέτων στο επίπεδο δικτύου για κάποιο χρονικό διάστημα αυξάνει τις πιθανότητες έλευσης διπλοτύπων των πακέτων αυτών. Τα διπλότυπα αυτά μπορούν να ανανεώσουν τις πληροφορίες σχετικά με τη γειτονιά, με αποτέλεσμα την ακύρωση προγραμματισμένων μεταδόσεων που θα οδηγούσαν σε περιττές εκπομπές.

3.2 Ζητήματα Κωδικοποίησης Δικτύου

Η μετάβαση της κωδικοποίησης δικτύου από θεωρητικό σε πρακτικό επίπεδο είναι μια δύσκολη εργασία με πολλά ζητήματα να προκύπτουν και να χρήζουν λύσης. Αυτή η ενότητα εστιάζει στην ανάλυση αυτών των ζητημάτων καθώς και στην περιγραφή προτεινόμενων πρακτικών τεχνικών που τα επιλύουν. Οι τεχνικές αυτές έχουν χρησιμοποιηθεί σε πρόσφατες εργασίες [27],[22],[23],[39],[40], οι οποίες εφαρμόζουν την πρακτική κωδικοποίηση δικτύου στην εκπομπή και δρομολόγηση σε MANETs. Στόχος αυτής της υποενότητας είναι η περιγραφή και η ανάλυση όλων εκείνων των χαρακτηριστικών που επιτρέπουν την κωδικοποίηση δικτύου να εφαρμοστεί σε ένα MANET. Ιδιαίτερη βαρύτητα δίνεται στην κατηγορία της κωδικοποίησης/αποκωδικοποίησης σε κάθε άλμα και κυρίως σε αυτήν που βασίζεται στο bitwise XOR.

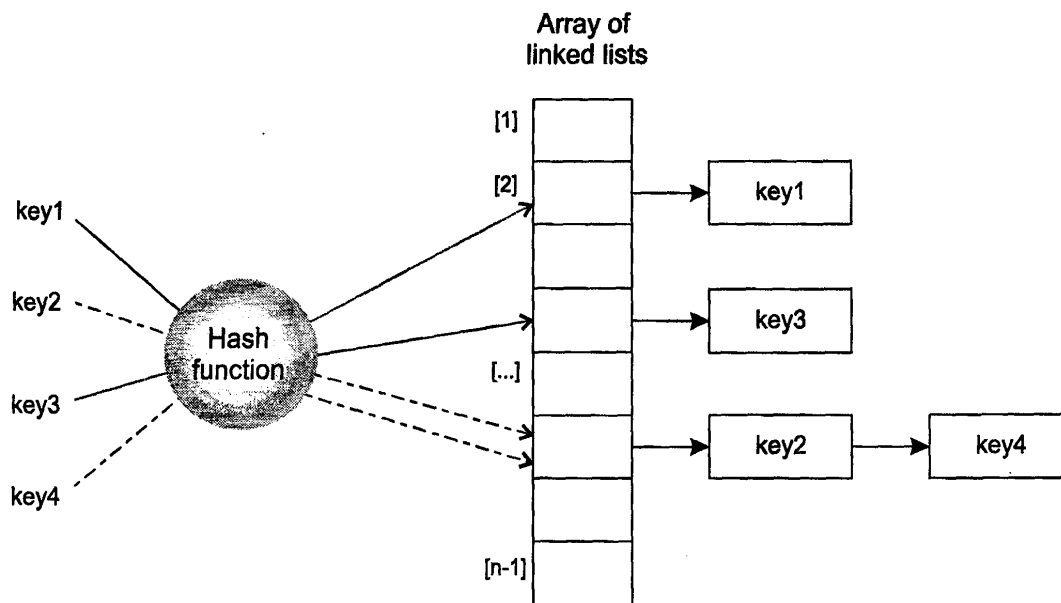
3.2.1 Κωδικοποίηση και Αποκωδικοποίηση

Η εφαρμογή της πρακτικής κωδικοποίησης δικτύου προϋποθέτει την ύπαρξη πακέτων προς κωδικοποίηση στον αποστολέα, καθώς και την ύπαρξη των αντίστοιχων πακέτων στους παραλήπτες για επιτυχή αποκωδικοποίηση. Επομένως, γίνεται αντιληπτή η ανάγκη ύπαρξης δομών αποθήκευσης πακέτων τόσο στον αποστολέα όσο και στους παραλήπτες. Αυτή η υποενότητα ασχολείται με την ανάλυση και την περιγραφή των σχετικών δομών αποθήκευσης που απαιτούνται για την επιτυχή αποκωδικοποίηση από όλους τους κόμβους ενός MANET κατά τη λήψη κάποιου κωδικοποιημένου πακέτου.

Κάθε κωδικοποιημένο πακέτο, πέρα από το ωφέλιμο φορτίο, περιλαμβάνει και το διάνυσμα κωδικοποίησης. Στην περίπτωση της κωδικοποίησης με bitwise XOR το διάνυσμα κωδικοποίησης απλά περιλαμβάνει τα αναγνωριστικά των πακέτων που συνθέτουν το κωδικοποιημένο πακέτο. Για να γίνει η επιτυχής αποκωδικοποίηση, λοιπόν, πρέπει ο εκάστοτε παραλήπτης κατά τη λήψη ενός τέτοιου κωδικοποιημένου πακέτου να εντοπίσει ποια από



τα πακέτα του διανύσματος αποκωδικοποίησης του είναι γνωστά. Στη συνέχεια, αν υποθέσουμε ότι το κωδικοποιημένο πακέτο περιέχει n αρχικά πακέτα και ο παραλήπτης γνωρίζει τα $n - 1$ από αυτά, τότε είναι σε θέση να αποκωδικοποιήσει με ασφάλεια το πακέτο. Σε εκείνο το σημείο κάθε παραλήπτης αποκωδικοποιεί το πακέτο πραγματοποιώντας $n - 1$ πράξεις XOR μεταξύ του κωδικοποιημένου πακέτου και των ήδη γνωστών πακέτων.



Σχήμα 3.5: Δομή αναπαράστασης του *Packet Pool*

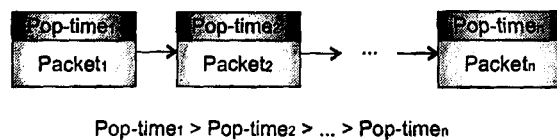
Κατ' επέκταση, για την αποκωδικοποίηση κάθε παραλήπτης πρέπει να αποθηκεύει κάθε πακέτο που λαμβάνει ώστε να το χρησιμοποιήσει αργότερα σε περιπτώσεις αποκωδικοποίησης. Αυτό πραγματοποιείται με τη χρήση κάποιας δομής αποθήκευσης, όπως αυτή του σχήματος 3.5. Τέτοιες δομές έχουν χρησιμοποιηθεί σε αντίστοιχες εργασίες [27],[40] και είναι ευρύτερα γνωστές υπό τον όρο *PacketPool*. Έτσι, υπάρχει ένας πίνακας κατακερματισμού στον οποίο αποθηκεύονται όλα τα πακέτα που λαμβάνονται χρησιμοποιώντας το αναγνωριστικό κάθε πακέτου ως κλειδί κατακερματισμού. Η επιλογή του πίνακα κατακερματισμού ενεργοποιεί τη δυνατότητα της γρήγορης αναζήτησης αποθηκευμένων πακέτων. Επιπλέον πρέπει να γίνει αναφορά και στον τρόπο με τον οποίο πακέτα διαγράφονται από το *PacketPool*, διαδικασία που έχει άμεσο αντίκτυπο στις απαιτήσεις σε μνήμη κάθε κόμβου. Η επιλογή των προηγούμενων εργασιών είναι η παραμονή των πακέτων στο *Packet Pool* να γίνεται για σταθερό μικρό χρονικό διάστημα της τάξης δευτερολέπτων. Υπεύθυνος για τη διαγραφή των πακέτων είναι ένας δαίμονας που ξυπνά ανά τακτά χρονικά διαστήματα και διαγράφει πακέτα που έχουν ξεπεράσει τη διάρκεια παραμονής τους. Ωστόσο, μια τέτοια λύση δεν αντιπροσωπεύει πάντα τις πραγματικές συνθήκες αφού είναι άμεσα εξαρτώμενη από από το ρυθμό που εισέρχονται τα πακέτα στον κόμβο. Η εξάρτηση αυτή μπορεί να οδηγήσει σε ασύμφορο για τη μνήμη μέγεθος του *PacketPool* σε περιπτώσεις μεγάλου ρυθμού. Επομένως, κρίνεται πρακτικό να υπάρχει ένα άνω όριο στο μέγεθος του *PacketPool*, το οποίο όταν προσεγγίζεται να σηματοδοτεί τη διαγραφή εκείνων των πακέτων με τη μεγαλύτερη διάρκεια παραμονής.



3.2.2 Διαχείριση Πακέτων προς Προώθηση

Όπως αναφέρθηκε στην προηγούμενη υποενότητα, σημαντικό κομμάτι της κωδικοποίησης αποτελεί η ύπαρξη αριθμού πακέτων προς αποστολή. Όσο μεγαλύτερος είναι αυτός ο αριθμός, τόσο αυξάνονται και οι πιθανότητες να βρεθεί κάποια ευκαιρία κωδικοποίησης και να σταλεί ένα κωδικοποιημένο πακέτο. Γι' αυτόν ακριβώς το λόγο οι περισσότερες εργασίες που χρησιμοποιούν πρακτική κωδικοποίηση δικτύου σε MANETs, προτείνουν τη διατήρηση πακέτων προς αποστολή σε μία ξεχωριστή δομή στο επίπεδο δικτύου κάθε κόμβου. Μια εναλλακτική προσέγγιση είναι η αναζήτηση ευκαιριών κωδικοποίησης να περιορίζεται στα πακέτα που βρίσκονται αποθηκευμένα στην ουρά εξόδου του υποεπιπέδου προσπέλασης μέσω (MAC), αναμένοντας την αποστολή τους. Οι αλγόριθμοι της διατριβής αυτής χρησιμοποιούν την πρώτη προσέγγιση, έτσι ώστε να μεγιστοποιείται ο αριθμός των κωδικοποιημένων πακέτων που παράγει κάθε κόμβος.

Η δομή που χρησιμοποιείται για την αποθήκευση των πακέτων προς αποστολή στο επίπεδο δικτύου είναι μία ταξινομημένη λίστα με κλειδί κάποιο χρονικό διάστημα, όπως αυτή του σχήματος 3.6. Το διάστημα αυτό υποδηλώνει τη χρονική διάρκεια που επιτρέπεται στο πακέτο να παραμείνει στην ουρά και επιλέγεται κατά την άφιξη του πακέτου. Η επιλογή του χρονικού διαστήματος για κάθε πακέτο γίνεται τυχαία από την ομοιόμορφη κατανομή στο διάστημα $(0, t_{MAX})$. Ένας δαίμονας απομακρύνει τα πακέτα των οποίων ο χρόνος αναμονής στην λίστα έχει επέλθει και τα μεταδίδει ως έχουν, από τη στιγμή που δεν βρέθηκε κάποια ευκαιρία κωδικοποίησης. Οι απαιτήσεις σε μνήμη της δομής αυτής εξαρτώνται από το ρυθμό άφιξης των πακέτων στον κόμβο καθώς και από την τιμή t_{MAX} . Σαν αποτέλεσμα, ο υψηλός αριθμός άφιξης σε συνδυασμό με μεγάλη τιμή του t_{MAX} οδηγούν σε υπερβολικές απαιτήσεις μνήμης και ταυτόχρονα σε μεγάλη καθυστέρηση παράδοσης των πακέτων.



Σχήμα 3.6: Δομή αναπαράστασης της Λίστα Προώθησης

Για εφαρμογές που δεν έχουν ανοχή στην καθυστέρηση, όπως για παράδειγμα εφαρμογές πολυμέσων, η αποθήκευση των πακέτων στη λίστα προώθησης δημιουργεί προβλήματα. Αυτό μπορεί να λυθεί με ελεγχόμενη αποθήκευση πακέτων στη λίστα φιλτράροντας όλα τα εισερχόμενα πακέτα και αντιμετωπίζοντας διαφορετικά τα πακέτα των παραπάνω εφαρμογών. Έτσι, πακέτα χωρίς ανοχή στην καθυστέρηση μπορούν να μην αναμένουν καθόλου στη λίστα και να παραδίδονται στο υποεπίπεδο προσπέλασης μέσω για αποστολή ή να εισέρχονται στη λίστα προώθησης με μικρό χρόνο αναμονής. Ο μικρός χρόνος αναμονής επιτυγχάνεται επιλέγοντας μικρή τιμή για το t_{MAX} , η οποία ουσιαστικά υποδηλώνει ότι κάθε πακέτο θα αναμένει στη λίστα για μέσο χρόνο $\frac{t_{MAX}}{2}$.



Πρέπει να τονιστεί ότι η αποθήκευση και συνάμα η καθυστέρηση των πακέτων στο επίπεδο δικτύου μπορεί πιθανότατα να δημιουργήσει προβλήματα στα κριτήρια τερματισμού. Τέτοιες περιπτώσεις εμφανίζονται όταν τα κριτήρια τερματισμού για ένα πακέτο που αναμένει στη λίστα προώθησης λήξουν. Η λήξη αυτή δημιουργεί προβλήματα στην απόφαση αν ένα πακέτο πρέπει να προωθηθεί ή όχι. Επίσης, τα κριτήρια τερματισμού σε κάποιες περιπτώσεις, όπως αυτή του M/U, ενημερώνονται και κατά την αποστολή πακέτων. Το γεγονός αυτό μπορεί επιτρέπει σε κάποια διπλότυπα που θα φτάσουν όσο το αρχικό πακέτο είναι στη λίστα προώθησης να ξαναπροωθηθούν αυξάνοντας τον συνολικό αριθμό μεταδόσεων. Η λύση που προτείνεται από την παρούσα διατριβή σε αυτές τις περιπτώσεις είναι να αξιοποιηθεί η καθυστέρηση και η διατήρηση των πακέτων, όπως στις περιπτώσεις RAD που περιγράφηκαν στην υποενότητα 3.1.3. Με αυτό τον τρόπο η καθυστέρηση των πακέτων θετικό αντίκτυπο στα κριτήρια τερματισμού. Κατ' επέκταση, μόνο ένα αντίγραφο πακέτου επιτρέπεται να υπάρχει στην λίστα προώθησης και σε κάθε διπλότυπο που λαμβάνεται επιτρέπεται μόνο η ενημέρωση των κριτηρίων τερματισμού. Αν κατά την ενημέρωση αυτή προκύψουν αλλαγές που πληρούν τα κριτήρια, τότε η αποστολή του αρχικού πακέτου που βρίσκεται στην λίστα προώθησης ανακαλείται και αυτό διαγράφεται από τη λίστα.

3.2.3 Πληροφορίες για τους γείτονες

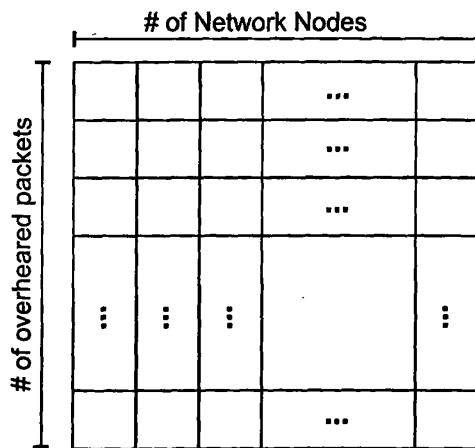
Ένα ιδιαίτερο ζήτημα της πρακτικής κωδικοποίησης αποτελεί ο τρόπος συλλογής και αποθήκευσης πληροφοριών σχετικά με τα πακέτα που έχουν δεχθεί οι γείτονες ενός άλματος κάθε κόμβου. Οι πληροφορίες αυτές είναι πολύτιμες όταν έρθει η στιγμή της εξέτασης για την αποστολή κωδικοποιημένων πακέτων από κάποιο κόμβο.

Ξεκινώντας με τον τρόπο συλλογής, μια πρακτική είναι η εκπομπή πακέτων επιβεβαίωσης σε όλους τους γείτονες όταν ένας κόμβος δέχεται κάποιο πακέτο [21],[23]. Κάτι τέτοιο όμως έχει επιβάρυνση στο συνολικό αριθμό των προωθήσεων και πρέπει να αποφεύγεται. Γι' αυτό το λόγο, προτάθηκε μια νέα τεχνική με το όνομα *Opportunistic Listening* [40],[27]. Σύμφωνα με την τεχνική αυτή, κάθε κόμβος ακούει το κοινό μέσο και επεξεργάζεται όλα τα πακέτα συμπεριλαμβάνοντας και αυτά που δεν έχουν ως παραλήπτη τον ίδιο. Βέβαια, στην εκπομπή κάθε πακέτο που εκπέμπεται έχει ως παραλήπτες όλους τους κόμβους που βρίσκονται στην εμβέλεια του αποστολέα. Επομένως, η φύση της εκπομπής εμπεριέχει το *opportunistic listening* χωρίς να είναι αναγκαίο κάθε κόμβος να εισέρχεται σε κάποια ειδική κατάσταση. Κατά τη λήψη ενός πακέτου εκπομπής, κάθε παραλήπτης υποθέτει ότι όλοι οι κόμβοι που βρίσκονται στην εμβέλεια του αποστολέα έχουν λάβει το πακέτο. Η λίστα των κόμβων αυτών μπορεί να ανακτηθεί με τη βοήθεια του πίνακα γειτνίασης, που αναλύθηκε στην υποενότητα 3.1.1. Άρα, η μόνη επεξεργασία που πρέπει να γίνει κατά τη λήψη ενός πακέτου είναι η εύρεση των γειτόνων του αποστολέα ενός πακέτου στον πίνακα γειτνίασης. Στην περίπτωση που το πακέτο που λαμβάνεται είναι κωδικοποιημένο, γίνεται η υπόθεση ότι όλοι οι παραλήπτες του πακέτου είναι σε θέση να το αποκωδικοποιήσουν. Επιπρόσθετα, με την ίδια υπόθεση κάθε παραλήπτης του πακέτου αυτού θεωρείται ότι έχει ενημερωθεί για όλα τα πακέτα που περιέχονται σε αυτό. Άλλος ένας τρόπος συλλογής πληροφοριών



σχετικά με τα πακέτα των γειτόνων πραγματοποιείται κατά την εκπομπή ενός πακέτου. Παρόμοια με παραπάνω, ένας κόμβος κατά την αποστολή ενός πακέτου μπορεί να υποθέσει ότι αυτό θα γίνει γνωστό σε όλους τους κόμβους στην εμβέλεια του. Η λίστα των κόμβων αυτών, όπως και στην προηγούμενη περίπτωση, μπορεί να ανακτηθεί χρησιμοποιώντας τον πίνακα γειτνίασης. Αντίστοιχα, κατά την αποστολή ενός κωδικοποιημένου πακέτου γίνεται η υπόθεση ότι όλοι οι κόμβοι μπορούν να το αποκωδικοποιήσουν. Επομένως και σε αυτή την περίπτωση μπορεί να θεωρηθεί ότι όλοι οι γείτονες ενός άλματος είναι ενήμεροι για όλα τα πακέτα που συνθέτουν το κωδικοποιημένο.

Από τη στιγμή που θα πραγματοποιηθεί η συλλογή των παραπάνω πληροφοριών γίνεται αναγκαία η ύπαρξη μιας δομής για την αποθήκευση των πληροφοριών αυτών για μελλοντική χρήση. Η δομή αυτή ονομάζεται *Πίνακας Αποδοχής* και ένας τρόπος αναπαράστασής της εμφανίζεται στο σχήμα 3.7. Η αναπαράσταση αυτή γίνεται με τη χρήση BitMaps που είναι ο αποδοτικότερος τρόπος αναπαράστασης της άμεσης διευθυνσιοδότησης (υπ. 3.1.2). Έτσι, για κάθε γείτονα ενός και δύο αλμάτων διατηρείται ένα σύνολο από *bit* με καθένα από αυτά να αντιστοιχεί σε κάποιο πακέτο. Η τιμή 1 μιας εγγραφής υποδηλώνει την ύπαρξη του συγκεκριμένου πακέτου στον αντίστοιχο γείτονα, ενώ αντίθετα η τιμή 0 αντιπροσωπεύει την έλλειψη αυτού. Επιπλέον, υπάρχει ένας δαίμονας που ανά τακτά χρονικά διαστήματα διαγράφει τον πίνακα αυτό με στόχο την απομάκρυνση παλιάς πληροφορίας που δεν είναι χρήσιμη πλέον και άσκοπα δαπανά μέρος μνήμης. Επίσης, πρέπει να οριστεί ένα άνω όριο στον αριθμό των πακέτων που μπορεί να διατηρηθεί. Αυτό είναι αναγκαίο διότι μεγάλος αριθμός άφιξης πακέτων μπορεί να οδηγήσει σε υπερβολικά μεγάλο μέγεθος του πίνακα αποδοχής. Ως συμπέρασμα για ακόμη μια φορά πρέπει να ληφθούν δύσκολες σχεδιαστικές αποφάσεις σχετικά με το άνω όριο του πίνακα αποδοχής και το μέσο χρονικό διάστημα διατήρησης μιας εγγραφής.



Σχήμα 3.7: Δομή Αναπαράστασης του Πίνακα Αποδοχής

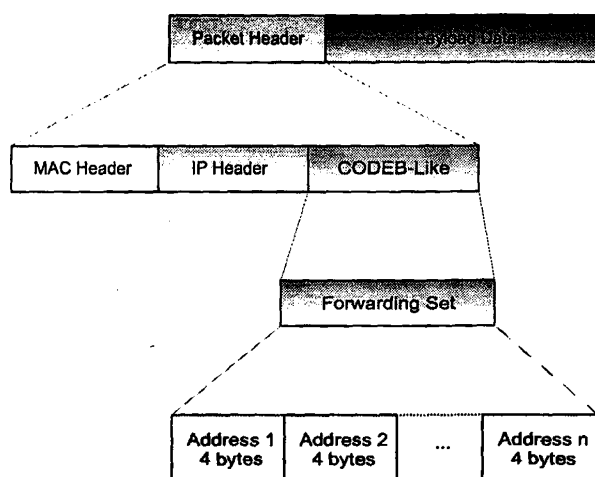


3.3 Ο αλγόριθμος CodeB

Η εργασία [27] είναι μοναδική που προτείνει το συνδυασμό της κωδικοποίησης δικτύου και αλγορίθμων εκπομπής DP, ονομάζοντας τη δουλειά τους CodeB. Σε αυτή την υποενότητα θα αναλυθούν κάποια ζητήματα που αφορούν το σχεδιασμό και τη λειτουργία του CodeB, το οποίο θα αποτελέσει και βάση σύγκρισης με τους αλγορίθμους που προτείνονται σε αυτή τη διατριβή. Επιπλέον, θα προταθούν κάποιες τροποποιήσεις στους αρχικούς αλγορίθμους του CodeB, οι οποίες είτε έχουν ως στόχο την καλύτερη απόδοση του είτε η σχεδίασή τους δεν είναι ξεκάθαρη στην προκείμενη δημοσίευση. Το αποτέλεσμα των τροποποιήσεων αυτών είναι η δημιουργία μιας νέας τεχνικής, που σκοπίμως ονομάστηκε *CodeB-Like*.

3.3.1 Πολιτική Κωδικοποίησης

Το CodeB μπορεί να συνεργαστεί με όλους τους αλγορίθμους εκπομπής βασισμένους σε DP, όπως οι PDP και TDP. Ένα από τα πλεονεκτήματά του είναι ότι η συνεργασία αυτή δεν προϋποθέτει αλλαγές στον αρχικό αλγόριθμο εκπομπής. Στο υπόλοιπο της διατριβής θα υποθέσουμε ότι CodeB βασίζεται στο PDP, χωρίς αυτό να σημαίνει ότι όσα προτείνονται και περιγράφονται δεν έχουν άμεση εφαρμογή σε όλους τους αλγορίθμους εκπομπής της γενιάς DP.



Σχήμα 3.8: Δομή αναπαράστασης εγγενούς πακέτου

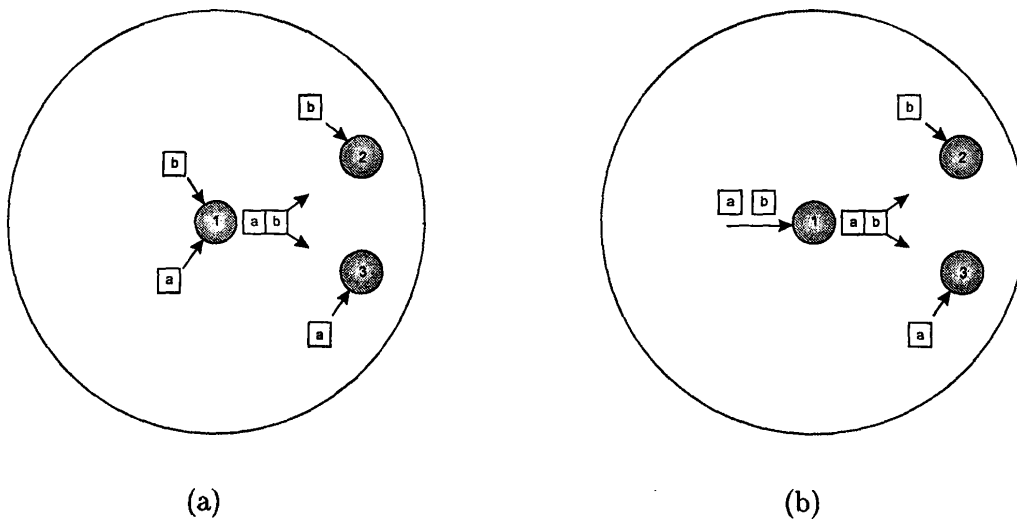
Με την προσθήκη της κωδικοποίησης δικτύου στον αλγόριθμο PDP τα πακέτα πλέον διαχωρίζονται σε δύο κατηγορίες. Η πρώτη από αυτές είναι τα *εγγενή πακέτα*⁵ (native packets) και ουσιαστικά είναι τα απλά πακέτα που χρησιμοποιεί το PDP. Όπως φαίνεται στο σχήμα 3.8, κάθε native πακέτο έχει μια κεφαλίδα MAC, μια κεφαλίδα IP, μια κεφαλίδα του CodeB-Like και το ωφέλιμο φορτίο. Στην περίπτωση αυτών των πακέτων η κεφαλίδα του CodeB-Like περιέχει μόνο το σύνολο προώθησης, το οποίο περιγράφηκε στις προηγούμενες υποενότητες και περιέχει τις διευθύνσεις IP των κόμβων που έχουν επιλεγεί από τον αλγόριθμο GSC για την προώθηση του πακέτου. Τονίζεται ότι στην παρούσα διατριβή

⁵ Στο υπόλοιπο της διατριβής τα πακέτα αυτά θα αναφέρονται ως native.



χρησιμοποιούνται διευθύνσεις *IP* ως αναγνωριστικά μεταξύ των κόμβων. Η ύπαρξη ενός μηχανισμού καταχώρησης και διαμοιρασμού των διευθύνσεων *IP* αυτών, θεωρείται δεδομένη. Επίσης, επισημαίνεται ότι κάθε διεύθυνση *IP* απαιτεί 4 *bytes* για την αναπαράστασή της, με αποτέλεσμα το μέγεθος κάθε πακέτου να ποικίλει ανάλογα με το μέγεθος του συνόλου προώθησης.

Η δεύτερη κατηγορία πακέτων είναι τα κωδικοποιημένα (*encoded packets*), τα οποία αποτελούνται από πολλά *native* πακέτα που έχουν γίνει *XORed*. Η δομή του πακέτου μπορεί να έχει δύο αναπαραστάσεις, όπως φαίνεται στα σχήματα 3.10 και 3.11. Από αυτές τις δύο αναπαραστάσεις μία πρέπει να επικρατήσει και να χρησιμοποιηθεί στον αλγόριθμο *CodeB-Like*. Το μοναδικό κοινό σημείο των δύο δομών είναι ο τρόπος αναπαράστασης του ωφέλιμου φορτίου, το οποίο αποτελείται από τα *XORed* ωφέλιμα φορτία των αρχικών πακέτων καθώς και από τις *XORed* κεφαλίδες *IP*. Σημειώνεται ότι οι κεφαλίδες *IP* είναι αναγκαίες για την ορθή λειτουργία του αλγορίθμου εκπομπής *PDP*.



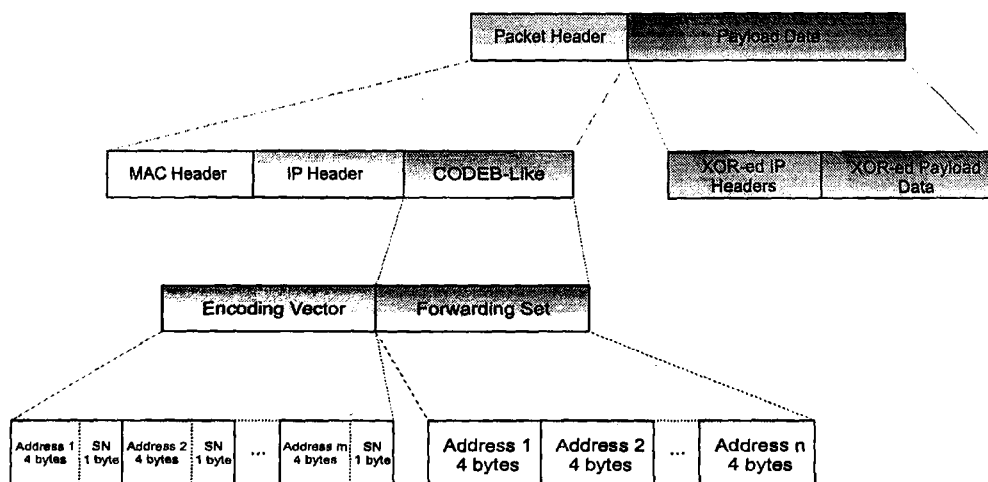
Σχήμα 3.9: Κωδικοποίηση πακέτων (a) με διαφορετικούς αποστολείς προηγούμενου βήματος, (b) με τον ίδιο αποστολέα προηγούμενου βήματος

Οι δύο διαφορετικές δομές προκύπτουν από την ανάγκη των κωδικοποιημένων πακέτων να εμπεριέχουν τα σύνολα προώθησης των πακέτων που περιέχονται σε αυτά. Μία λύση που θα μπορούσε να προταθεί είναι να κωδικοποιούνται και τα σύνολα προώθησης ακριβώς όπως γίνεται και με τις κεφαλίδες *IP*. Ωστόσο, κάτι τέτοιο δεν θα είχε επιτυχία σε όλες τις περιπτώσεις. Μια τέτοια περίπτωση αναπαρίσταται στο σχήμα 3.9(a). Στο σχήμα αυτό ο κόμβος 1 πρέπει να προωθήσει τα πακέτα *a, b*, τα οποία έχουν φτάσει σε αυτόν από διαφορετικούς *upstream* κόμβους. Επίσης, οι κόμβοι 2 και 3 έχουν λάβει τα πακέτα *b* και *a*, αντίστοιχα. Ο κόμβος 1 είναι ενήμερος γι' αυτό, αλλά δεν είναι αυτός που προώθησε τα πακέτα αυτά σε κανέναν από τους δύο. Έτσι, ο κόμβος 1 μπορεί στείλει κωδικοποιημένα τα πακέτα *a* και *b* μόνο αν συμπεριλάβει τα σύνολα προώθησής τους, που είναι διαφορετικά για τα πακέτα *a* και *b*. Στην περίπτωση που τα σύνολα προώθησης σταλούν κωδικοποιημένα η αποκωδικοποίηση θα αποτύχει, παρά το γεγονός ότι οι παραλήπτες είναι ικανοί να



αποκωδικοποιήσουν το ωφέλιμο φορτίο του κωδικοποιημένου πακέτου. Η αδυναμία αποκωδικοποίησης των παραληπτών οφείλεται στα διαφορετικά σύνολα προώθησης που γνωρίζουν οι παραλήπτες και απαγορεύουν τη σωστή ανάκτηση των συνόλων προώθησης που βρίσκονται στο κωδικοποιημένο πακέτο.

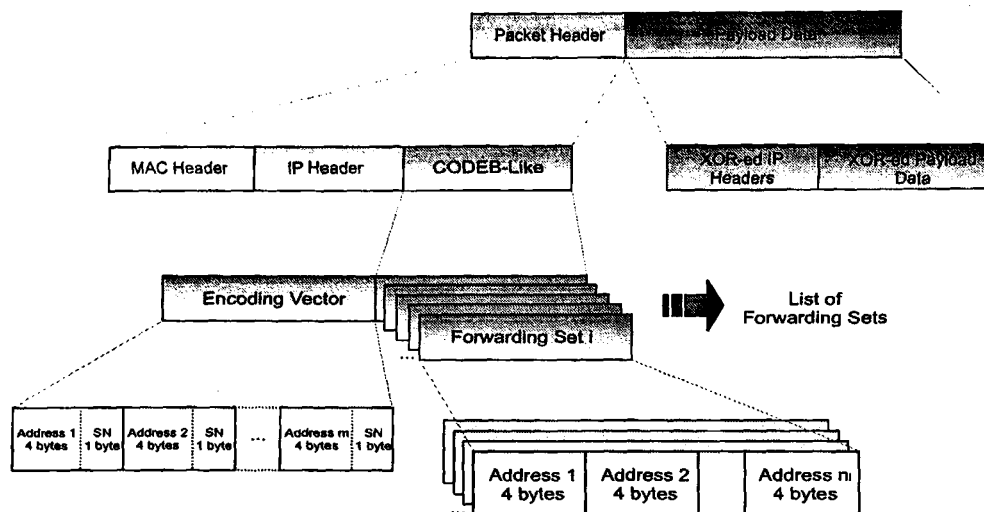
Παρατηρώντας ότι είναι ανέφικτο να κωδικοποιηθούν τα σύνολα προώθησης μια λύση για τη δομή των κωδικοποιημένων πακέτων είναι αυτή που προτείνεται στο σχήμα 3.10. Αυτή η λύση είναι συντηρητική πετυχαίνοντας μειωμένο μέγεθος πακέτου, αλλά οι μειώνοντας αισθητά τις ευκαιρίες κωδικοποίησης. Πιο αναλυτικά ο αλγόριθμος εύρεσης ευκαιριών κωδικοποίησης γίνεται πιο δεσμευτικός και ερευνά αποκλειστικά για κωδικοποιήσεις μεταξύ πακέτων που προέρχονται από ίδιους upstream κόμβους. Έτσι, στο παράδειγμα του σχήματος 3.9(a) που δόθηκε πριν χρησιμοποιώντας την αναπαράσταση αυτή ο κόμβος 1 δεν επιτρέπει κωδικοποίηση των πακέτων *a* και *b*. Αντίθετα επιτρέπει κωδικοποίηση μόνο σε περιπτώσεις όπως αυτές του σχήματος 3.9(b). Σε τέτοιες περιπτώσεις τα πακέτα, όπως τα *a* και *b*, προέρχονται από τον ίδιο κόμβο με αποτέλεσμα ο αλγόριθμος GSC να επιστρέψει και για τα δύο το ίδιο σύνολο προώθησης. Αυτό το σύνολο προώθησης θα είναι και αυτό που θα προστεθεί στη δομή του πακέτου του σχήματος 3.10.



Σχήμα 3.10: Δομή κωδικοποιημένου πακέτου με ένα Σύνολο Προώθησης

Η δεύτερη λύση για την αναπαράσταση κωδικοποιημένων πακέτων περιγράφεται στο σχήμα 3.11. Βασικό πλεονέκτημα της λύσης αυτής είναι ότι μεγιστοποιεί τον αριθμό των κωδικοποιήσεων που πραγματοποιούνται συνολικά. Το τίμημα που πρέπει να πληρωθεί για την αύξηση των κωδικοποιήσεων είναι μια αύξηση στο μέσο μέγεθος του κωδικοποιημένου πακέτου. Η αύξηση αυτή είναι αναπόφευκτη από τη στιγμή που για κάθε πακέτο που περιέχεται στο κωδικοποιημένο πακέτο πρέπει να υπάρχει το σύνολο προώθησής του ως έχει. Επιπρόσθετα, η παραπάνω αύξηση μπορεί να επηρεάσει αρνητικά τη λειτουργία της εκπομπής. Συνέπειες της μπορεί να είναι η αύξηση της καθυστέρησης παράδοσης των πακέτων, η αύξηση των συγκρούσεων και η ελάττωση της ενέργειας των κόμβων λόγω της επέκτασης του χρόνου εκπομπής και της επεξεργασίας ενός μέσου πακέτου.





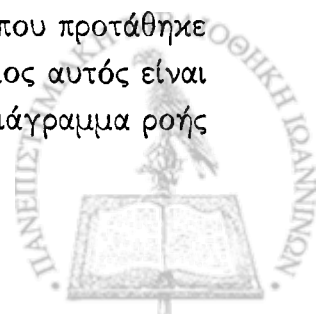
Σχήμα 3.11: Δομή κωδικοποιημένου πακέτου με πολλαπλά σύνολα προώθησης

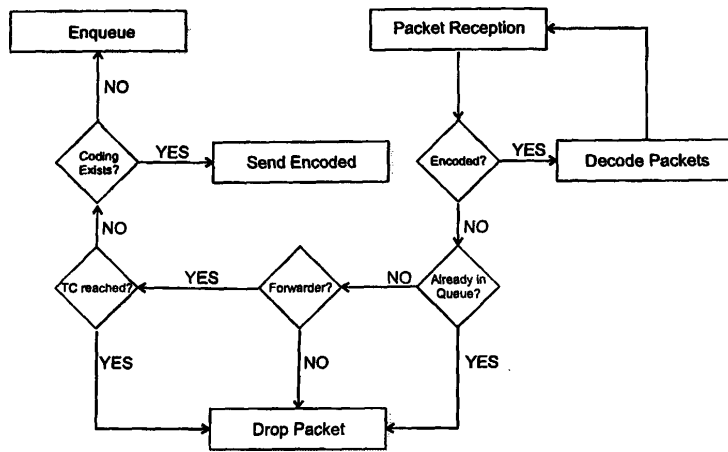
3.3.2 Ευκαιρίες Κωδικοποίησης

Για κάθε πακέτο, κωδικοποιημένο ή μη, κάθε κόμβος που συμμετέχει στο MANET ανα-νεώνει τις πληροφορίες σχετικά με το τους γείτονές του που διατηρούνται σε κατάλληλες δομές. Ιδιαίτερης σημασίας είναι το κομμάτι στο οποίο η τεχνική CodeB αποφασίζει, σύμ-φωνα με τις παραπάνω πληροφορίες, ποια πακέτα μπορούν να συνδυαστούν και να σταλούν κωδικοποιημένα στους γείτονες του εκάστοτε κόμβου. Το σχήμα 3.12, παρουσιάζει το διά-γραμμα ροής που περιγράφει τις ενέργειες που εκτελούνται κατά την άφιξη ενός πακέτου με σκοπό την εύρεση ευκαιριών για κωδικοποίηση πακέτων.

Σύμφωνα με την τεχνική CodeB για κάθε πακέτο που λαμβάνεται αρχικά γίνεται έλεγχος για το αν το πακέτο βρίσκεται ήδη στη λίστα πακέτων προς προώθηση. Αν ισχύει κάτι τέτοιο το πακέτο απλά απορρίπτεται, γεγονός που συμβάλει στη μείωση του αριθμού των εκπεμπόμενων πακέτων και κυρίως στη μείωση των εκπομπών διπλοτύπων. Στη συνέχεια, ελέγχεται αν για το συγκεκριμένο πακέτο που λήφθηκε ο κόμβος έχει επιλεγεί να το προ-ωθεί και αν το κριτήριο τερματισμού επιτρέπει την προώθηση. Στην περίπτωση που όλοι οι παραπάνω έλεγχοι είναι επιτυχείς, το πακέτο είναι έτοιμο για εκπομπή και εξετάζεται αν μπορεί να συμμετέχει σε κάποια κωδικοποίηση σύμφωνα με τον αλγόριθμο 5. Στην αντί-θετη περίπτωση που ο αλγόριθμος εύρεσης ευκαιριών κωδικοποίησης αποτύχει να εντοπίσει κάποια κωδικοποίηση, το πακέτο αποθηκεύεται τυχαία στη λίστα προώθησης (υπ. 3.2.2). Εκεί θα αναμείνει μέχρις ότου βρεθεί κάποια ευκαιρία κωδικοποίησης ή λήξει το χρονικό διάστημα παραμονής που του έχει οριστεί. Σημειώνεται ότι αν το πακέτο που φτάνει στον κόμβο είναι κωδικοποιημένο, τότε αυτό αποκωδικοποιείται στα αρχικά του πακέτα. Αυτά με τη σειρά τους ακολουθούν ένα ένα τα βήματα που μόλις περιγράφηκαν σαν να παραδόθηκαν ως native πακέτα.

Ο αλγόριθμος 5 σκιαγραφεί την τεχνική εύρεσης ευκαιριών κωδικοποίησης που προτάθηκε από το CodeB και χρησιμοποιείται αυτούσιος στο *CodeB-Like*. Ο αλγόριθμος αυτός είναι ευρετικός και εκτελείται σε κάθε λήψη ενός νέου πακέτου σύμφωνα με το διάγραμμα ροής





Σχήμα 3.12: Διάγραμμα ροής κατά τη λήψη ενός πακέτου από το CodeB

του σχήματος 3.12. Η ευρετική φύση του αλγορίθμου δηλώνει ότι το αποτέλεσμα του αλγορίθμου δεν είναι πάντα το βέλτιστο δυνατό, αλλά είναι μονόδρομος καθώς το πρόβλημα της εύρεσης ευκαιριών κωδικοποίησης είναι NP πλήρες [27]. Επιπλέον, απαιτείται πρόσβαση στον πίνακα αποδοχής (υπ. 3.2.3), γεγονός που τον κάνει ευάλωτο σε περιπτώσεις που οι πληροφορίες του πίνακα αυτού δεν αντιπροσωπεύουν την πραγματική εικόνα του δικτύου.

input : Forwarding Queue

output: The encoding vector

- 1 *Pick Packet p at the head of the Forwarding Queue;*
- 2 $B \leftarrow p;$
- 3 **foreach** *remaining packet q in the Queue* **do**
- 4 **foreach** *neighbor u* **do**
- 5 **if** *cannotdecode($p \oplus q$)* **then**
- 6 **goto** line 11;
- 7 $B \leftarrow B \cup q;$
- 8 $p \leftarrow p \oplus q;$
- 9 **continue;**
- 10 **return** $B;$

Αλγόριθμος 5: Αλγόριθμος εύρεσης ευκαιριών κωδικοποίησης του CodeB

Ο παραπάνω αλγόριθμος αφού λάβει ως είσοδο ένα πακέτο εξετάζει ένα προς ένα όλα τα πακέτα που βρίσκονται στη λίστα προώθησης, αναζητώντας αν μπορούν να συνδυαστούν μαζί του. Σε περίπτωση συνδιασμού δύο πακέτων η αναζήτηση συνεχίζεται για να συνδυαστούν τρία ή και περισσότερα πακέτα. Η εξέταση για τον αν n πακέτα μπορούν να συνδυαστούν αποτελείται από n αναζητήσεις για κάθε γείτονα ενός άλματος του κόμβου-εξεταστή στον πίνακα αποδοχής του. Αν όλοι οι γείτονες ενός άλματος γνωρίζουν τουλάχιστον $n - 1$ από τα n αυτά πακέτα, τότε ο συνδυασμός τους είναι εφικτός. Αντίθετα, σε περιπτώσεις όπου

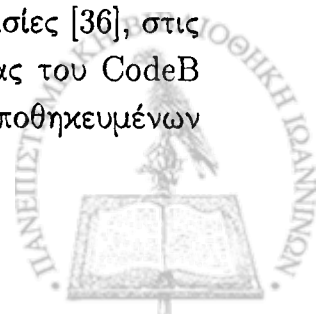
εντοπίζονται γείτονες που γνωρίζουν λιγότερα από $n - 1$ πακέτα η εξέταση συνεχίζει με το επόμενο πακέτο από τη λίστα προώθησης. Αυτό συμβαίνει, διότι είναι άσκοπη η εξέταση όλων των κόμβων από τη στιγμή που υπάρχει έστω και ένας κόμβος που δεν θα είναι σε θέση να αποκωδικοποιήσει.

Ο αλγόριθμος εύρεσης ευκαιριών κωδικοποίησης του CodeB χαρακτηρίζεται από αυξημένη πολυπλοκότητα. Αρχικά, απαιτεί για τη λειτουργία του την ύπαρξη του πίνακα αποδοχής με συνέπεια την ανάγκη χωρικής πολυπλοκότητας $O(S \times N)$. Σε αυτή την περίπτωση το N αντιστοιχεί στο σύνολο των κόμβων του δικτύου, ενώ το S στον αριθμό των πακέτων για τα οποία διατηρούνται οι πληροφορίες του πίνακα αποδοχής. Προσεγγιστικά το S μπορεί να υπολογιστεί από τον τύπο $n_B \times \lambda \times T$, όπου n_B είναι ο αριθμός των κόμβων που δημιουργούν την τηλεπικοινωνιακή κίνηση, λ ο ρυθμός εκπομπής πακέτων και T ο χρόνος αναμονής ενός πακέτου στον πίνακα αποδοχής. Επιπλέον, ο πίνακας αποδοχής συνοδεύεται και από υπολογιστικό κόστος για την ανανέωση των πληροφοριών που διατηρούνται. Έτσι, για ένα πακέτο που λαμβάνεται από U upstream κόμβους στη χειρότερη περίπτωση χρειάζονται υπολογισμοί της τάξης $O(S \times U \times N)$ ώστε για κάθε αντίτυπο να βρεθεί η κατάλληλη γραμμή του BitMap (σχ. 3.7) και να τεθούν οι σωστές τιμές σε όλα τα bit. Από την άλλη πλευρά, το υπολογιστικό κόστος του αλγορίθμου εύρεσης ευκαιριών του CodeB για Y πακέτα είναι $O(S \times N \times Y)$. Υπενθυμίζεται ότι για κάθε πακέτο πρέπει να βρεθεί η κατάλληλη γραμμή του BitMap που το αντιπροσωπεύει και να γίνουν το πολύ N αναγνώσεις bit ώστε να εντοπιστεί αν το πακέτο είναι γνωστό σε όλους τους γείτονες.

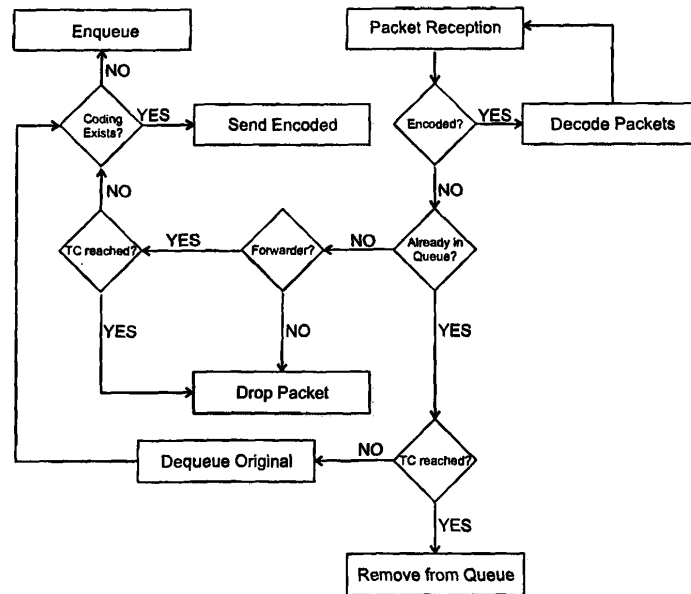
Όπως γίνεται κατανοητό, ο αλγόριθμος εύρεσης ευκαιριών κωδικοποίησης του CodeB εξετάζει για ευκαιρίες κωδικοποίησης μόνο ανάμεσα σε νέα πακέτα που λαμβάνονται και σε ήδη υπάρχοντα στη λίστα προώθησης. Το βασικό επιχείρημα της εξέτασης μόνο αυτών των περιπτώσεων είναι ότι δεν υπάρχει λόγος επανεξέτασης για ευκαιρίες κωδικοποίησης ανάμεσα σε πακέτα που απέτυχαν να συνδυαστούν. Ωστόσο, η εύρεση ευκαιριών κωδικοποίησης σχετίζεται άμεσα με την εικόνα του πίνακα αποδοχής για τα εμπλεκόμενα πακέτα και η εικόνα αυτή αλλάζει διαρκώς με τη λήψη διπλοτύπων. Ο CodeB-Like έχει σχεδιαστεί με τέτοιο τρόπο ώστε να αντιμετωπίζει τέτοιες περιπτώσεις και να εξετάζει για ευκαιρίες κωδικοποίησης όταν οι πληροφορίες σχετικά με τα πακέτα ανανεώνονται. Η αλλαγή αυτή είναι ορατή στο διάγραμμα ροής του CodeB-Like (σχ. 3.13), όπου κάθε διπλότυπο πακέτου που λαμβάνεται σηματοδοτεί μια εξέταση για ευκαιρία κωδικοποίησης.

3.3.3 Ακύρωση προωθήσεων

Όπως αναφέρθηκε στην υποενότητα 3.2.2, η ανάγκη προσωρινής αποθήκευσης των πακέτων στη λίστα προώθησης μπορεί να δημιουργήσει προβλήματα στα κριτήρια τερματισμού με αρνητικά επακόλουθα στη σωστή λειτουργία του αλγορίθμου εκπομπής. Βέβαια, η τεχνική προσωρινής αποθήκευσης πακέτων προς προώθηση μπορεί να έχει σημαντικά οφέλη όταν ο σχεδιασμός της γίνει με προσοχή. Αυτό έχει αποδειχθεί σε παλαιότερες εργασίες [36], στις οποίες εφαρμόστηκε και επικρατεί με το όνομα *RAD*. Ο τρόπος λειτουργίας του CodeB περιέχει κάποια ψεγάδια όσον αναφορά τη διαχείριση των προσωρινά αποθηκευμένων



πακέτων, τα οποία αντιμετωπίζονται από τον CodeB-Like με επιτυχία. Τα προβλήματα αυτά αναλύονται στη συνέχεια.

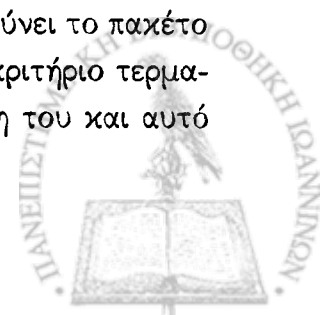


Σχήμα 3.13: Διάγραμμα ροής κατά τη λήψη ενός πακέτου του CodeB-Like

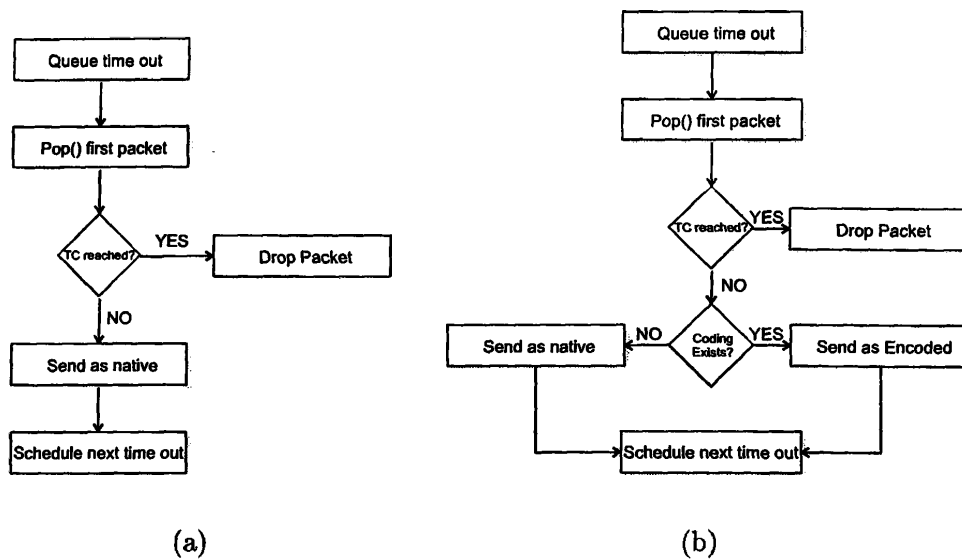
Το CodeB βασίζεται στο κριτήριο τερματισμού M/U, σύμφωνα με το οποίο κάποιος κόμβος προωθεί ένα πακέτο αν βρίσκεται στο σύνολο προώθησης και αν υπάρχει έστω ένας γείτονας που δεν έχει λάβει το πακέτο αυτό. Όπως αναφέρθηκε παραπάνω, όσο ένα πακέτο αναμένει στη λίστα προώθησης οι πληροφορίες για τη γειτονιά ανανεώνονται και μερικές από αυτές μπορούν να αφορούν την κατάσταση λήψης των γειτόνων. Έτσι, υπάρχει περίπτωση για ένα πακέτο που βρίσκεται στη λίστα προώθησης να αλλάξει και να λήξει το κριτήριο τερματισμού του. Σε αυτές τις περιπτώσεις το CodeB λειτουργεί εσφαλμένα και προωθεί το πακέτο είτε ως κωδικοποιημένο είτε ως native. Ως αποτέλεσμα, πραγματοποιούνται περιττές μεταδόσεις αυξάνοντας άσκοπα το συνολικό αριθμό των προωθήσεων πακέτων. Το CodeB-Like σχεδιάστηκε έτσι ώστε να αποφευχθούν περιπτώσεις την παραπάνω με το νέο διάγραμμα ροής να φαίνεται στο σχήμα 3.13. Με κάθε λήψη διπλοτύπου πακέτου που αναμένει στη λίστα προώθησης εξετάζεται το κριτήριο τερματισμού πριν αυτό απορριφθεί. Σε περίπτωση που το κριτήριο τερματισμού λήξει, τότε απομακρύνεται και το αρχικό πακέτο από τη λίστα προώθησης αφού δεν είναι πλέον αναγκαία η προώθηση του.

3.3.4 Κωδικοποίηση της τελευταίας στιγμής

Σημαντικό, επίσης, κομμάτι του CodeB είναι ο τρόπος διαχείρισης πακέτων που αφαιρούνται από τη λίστα προώθησης, όταν λήγει ο χρόνος αναμονής τους. Για τη διαχείριση των πακέτων αυτών περιγράφονται δύο τεχνικές που είναι άμεσα εφαρμόσιμες στον αλγόριθμο CodeB. Όπως φαίνεται στο σχήμα 3.14(a), ο πιο απλός αλγόριθμος απομακρύνει το πακέτο από τη λίστα προώθησης και εξετάζει το κριτήριο τερματισμού του. Αν το κριτήριο τερματισμού για το πακέτο αυτό έχει λήξει, τότε δεν είναι αναγκαία η προώθηση του και αυτό



απορρίπτεται. Σε αντίθετη περίπτωση, το πακέτο στέλνεται ως native με προορισμό όλους τους γείτονες του εξεταζόμενου κόμβου. Σημειώνεται ότι το κριτήριο τερματισμού πρέπει να ελέγχεται πάντα ώστε να αποφεύγονται πλεονάζουσες μεταδόσεις και οι αρνητικές τους συνέπειες.



Σχήμα 3.14: Διάγραμμα ροής κατά τη λήξη του χρόνου παραμονής ενός πακέτου στη λίστα προώθησης (a) απλή έκδοση (b) με εξέταση ευκαιριών κωδικοποίησης

Στο σχήμα 3.14(b), παρουσιάζεται το διάγραμμα ροής της δεύτερης τεχνικής που χρησιμοποιείται από τον CodeB-Like. Η τεχνική αυτή αποτελεί επέκταση της πρώτης τεχνικής που περιγράφηκε παραπάνω. Πιο αναλυτικά, η τεχνική του CodeB-Like στοχεύει στην αύξηση του αριθμού των κωδικοποιημένων πακέτων ερευνώντας για ευκαιρίες κωδικοποίησης πριν το πακέτο μεταδοθεί ως native. Σε περίπτωση που βρεθεί κάποια ευκαιρία κωδικοποίησης το πακέτο στέλνεται ως κωδικοποιημένο, ενώ σε αντίθετη περίπτωση το πακέτο μεταδίδεται ως native όπως θα πραγματοποιούνταν στην πρώτη τεχνική.



ΚΕΦΑΛΑΙΟ 4

ΠΡΟΤΕΙΝΟΜΕΝΟΙ ΑΛΓΟΡΙΘΜΟΙ

4.1 Αξιολόγηση του *CodeB*

4.2 Ο αλγόριθμος NOB

4.3 Ο αλγόριθμος NOB-CR

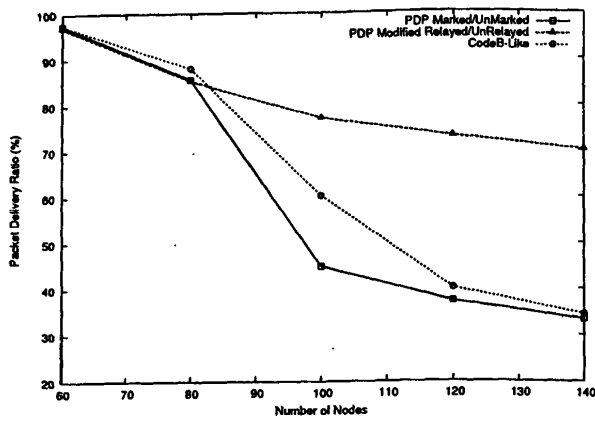
4.3 Ο αλγόριθμος Lightweight NOB-CR

Σε αυτό το κεφάλαιο παρουσιάζονται οι προτάσεις της παρούσας διατριβής πάνω στην εκπομπή σε MANETs με χρήση πρακτικής κωδικοποίησης δικτύου. Αρχικά, γίνεται μια κριτική πάνω στις προτεινόμενες τεχνικές της εργασίας του CodeB [27]. Ο CodeB είναι ο πλέον αποδοτικός αλγόριθμος που εφαρμόζει την πρακτική κωδικοποίηση δικτύου σε αλγορίθμους εκπομπής. Αυτή η κριτική εστιάζει στα σημεία του CodeB που ουσιαστικά αποτέλεσαν το κίνητρο της έρευνας που περιγράφεται στη διατριβή αυτή. Στη συνέχεια του κεφαλαίου ακολουθεί η αναλυτική περιγραφή των προτεινόμενων αλγορίθμων.

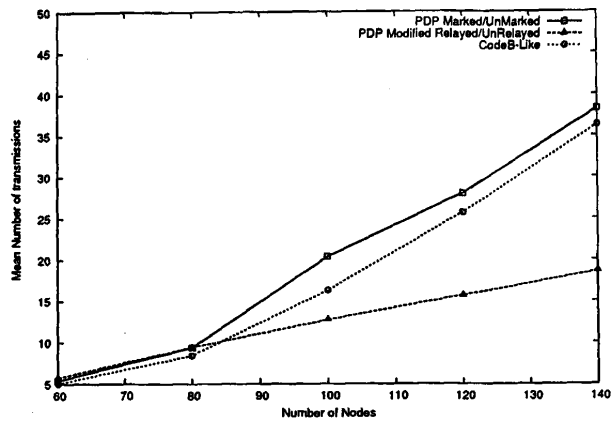
4.1 Αξιολόγηση του *CodeB*

Ο αλγόριθμος CodeB είναι ο αποδοτικότερος αλγόριθμος εκπομπής με χρήση κωδικοποίησης δικτύου που έχει προταθεί μέχρι στιγμής. Σε αυτή την ενότητα παρουσιάζονται τα αποτελέσματα μιας μικρής πειραματικής μελέτης που πραγματοποιήθηκε στα πλαίσια αξιολόγησης του CodeB. Για τα πειράματα αυτά χρησιμοποιήθηκε μια εκδοχή του CodeB με το όνομα CodeB-Like που παρουσιάστηκε εκτενώς στο προηγούμενο κεφάλαιο. Υπενθυμίζεται ότι ο CodeB-Like εισάγει κάποιες τροποποιήσεις στον CodeB, οι οποίες είτε έχουν ως στόχο την καλύτερη απόδοση του είτε η σχεδιάσή τους δεν είναι ξεκάθαρη στην δημοσίευση του [27].

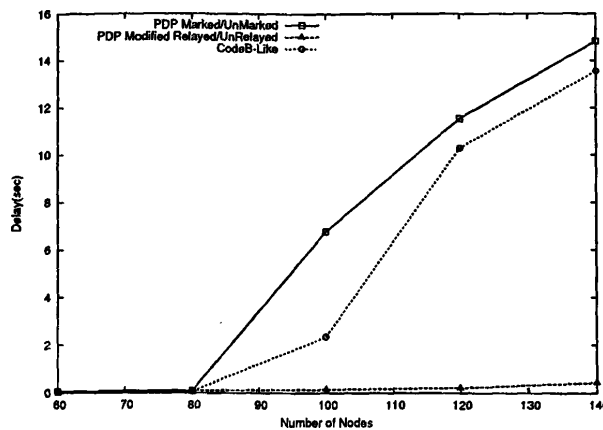




(a)



(b)



(c)

Σχήμα 4.1: Σύγκριση του CodeB-Like με αλγορίθμους χωρίς κωδικοποίηση δικτύου ως προς (a) Ποσοστό επιτυχούς παράδοσης (b) Μέσο αριθμό προωθήσεων (c) Μέση καθυστέρηση παράδοσης ενός πακέτου για μεταβαλλόμενο μέγεθος δικτύου

Η σύγκριση του CodeB-Like γίνεται με τον αλγόριθμο εκπομπής χωρίς κωδικοποίηση δικτύου που επεκτείνει. Ο αλγόριθμος αυτός είναι ο PDP και συμμετέχει στα πειράματά μας με δύο εκδόσεις. Οι δύο εκδόσεις αυτές διαφέρουν μόνο στο κριτήριο τερματισμού που χρησιμοποιείται. Ως αποτέλεσμα των διαφορετικών κριτηρίων τερματισμού προκύπτουν οι δύο εκδόσεις τις οποίες ονομάζουμε PDP MR/U και PDP M/U. Σημειώνεται ότι ο CodeB-Like χρησιμοποιεί το ίδιο κριτήριο τερματισμού με τον PDP M/U. Μια σημαντική λεπτομέρεια είναι ότι και στις δύο εκδόσεις του PDP χρησιμοποιείται η τεχνική RAD. Η χρήση της τεχνικής αυτής εισάγει τυχαία καθυστέρηση στην παραμονή των πακέτων σε κάθε κόμβο, με τον ίδιο ακριβώς τρόπο που πραγματοποιείται στο CodeB-Like. Σημειώνεται ότι η χρήση της τεχνικής αυτής στους παραδοσιακούς αλγορίθμους της γενιάς DP έχει θετικό αντίκτυπο στην απόδοσή τους (υπ. 3.1.2).

Οι γραφικές παραστάσεις των σχημάτων 4.1 και 4.2 παρουσιάζουν την απόδοση των εξεταζόμενων αλγορίθμων ως προς τον αριθμό προωθήσεων που δημιουργούν, την ικανότητα

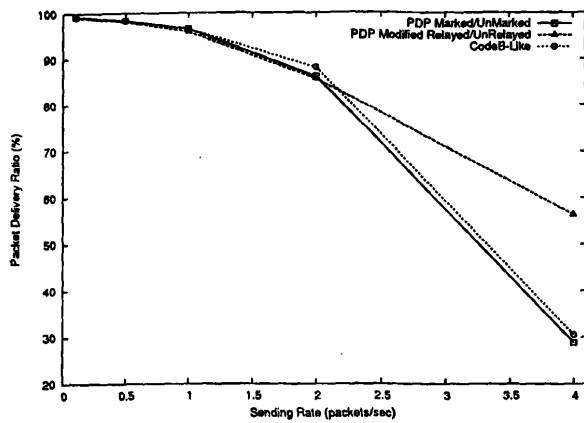
τους να παραδίδουν πακέτα σε όλους τους κόμβους του δικτύου και την καθυστέρηση που υφίστανται τα πακέτα μέχρι την παράδοσή τους. Στο σχήμα 4.1 παρουσιάζεται η απόδοση των εξεταζόμενων αλγορίθμων εκπομπής για διάφορα μεγέθη δικτύου. Για το σκοπό αυτό μεταβάλλεται ο αριθμός των κόμβων του MANET ξεκινώντας από δίκτυα με μικρό αριθμό κόμβων της τάξης του 60 και καταλήγοντας σε μεγάλα δίκτυα με 140 κόμβους. Όσο το δίκτυο μεγαλώνει οι κόμβοι του διασκορπίζονται σε μια μεγαλύτερη περιοχή περιαγωγής ώστε η πυκνότητα των κόμβων να παραμένει σταθερή. Το αποτέλεσμα είναι να δημιουργούνται όλο και μεγαλύτερες αποστάσεις ανάμεσα σε ακραίους κόμβους. Σημειώνεται ότι οι παράμετροι που χρησιμοποιήθηκαν στις πειραματικές μετρήσεις παρατίθενται στον πίνακα 5.1. Στο σχήμα 4.2 παρουσιάζεται η απόδοση των εξεταζόμενων αλγορίθμων εκπομπής για μεταβαλλόμενο τηλεπικοινωνιακό φόρτο. Για να επιτευχθούν οι διάφορες συνθήκες τηλεπικοινωνιακού φόρτου μεταβάλλεται ο ρυθμός εκπομπής πακέτων στο διάστημα 0.1 *pkts/sec* έως 4 *pkts/sec*. Ιδιαίτερη σημασία έχουν οι περιπτώσεις υψηλού τηλεπικοινωνιακού φόρτου όπου διαμορφώνονται συνθήκες συμφόρησης. Υπό τέτοιες συνθήκες προκαλείται μεγάλος αριθμός συγκρούσεων πακέτων και απώλειες από τις ουρές αποθήκευσης των κόμβων.

4.1.1 Αστοχία Κριτηρίων Τερματισμού

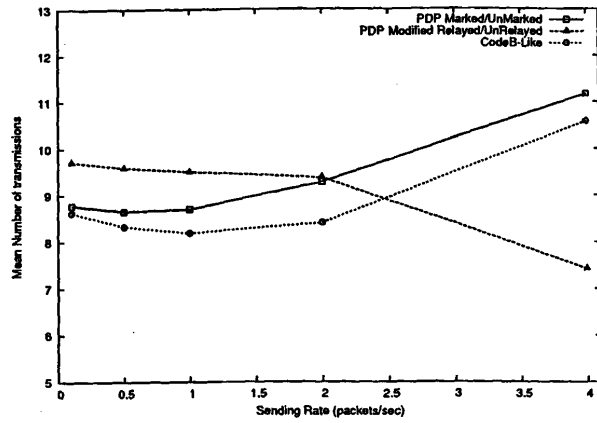
Η εργασία [27] παρουσίασε τον αλγόριθμο CodeB που χαρακτηρίζεται από υπεροχή έναντι του αλγορίθμου εκπομπής PDP M/U. Ωστόσο, ο αλγόριθμος αυτός χαρακτηρίζεται από εγγενείς αδυναμίες οι οποίες αναδείχθηκαν μετά από αναγνωριστικά πειράματα της παρούσας διατριβής. Πιο συγκεκριμένα, οι αδυναμίες του γίνονται εμφανείς κάτω από συνθήκες μεγάλου τηλεπικοινωνιακού φόρτου καθώς και σε μεγάλα δίκτυα. Η βασική αιτία της άσχημης απόδοσης του CodeB και συνάμα του CodeB-Like είναι η αστοχία του κριτηρίου τερματισμού M/U.

Όπως φαίνεται στο σχήμα 4.1, ο CodeB-Like δεν είναι κατάλληλος για μεγάλα δίκτυα. Ο αριθμός των προωθήσεων σε δίκτυα με αριθμό κόμβων μεγαλύτερο του 80 αυξάνει απότομα, ενώ ταυτόχρονα παραδίδει τα πακέτα σε όλο και μικρότερο ποσοστό κόμβων. Παράλληλα, τα πακέτα που λαμβάνονται από τους λίγους παραλήπτες χαρακτηρίζονται από μεγάλη καθυστέρηση (σχ. 4.1(c)). Η ίδια τάση χαρακτηρίζει και το PDP M/U το οποίο έχει ελαφρώς χειρότερη απόδοση. Αντίθετα, η εικόνα του PDP MR/U είναι καλύτερη πετυχαίνοντας παράδοση πακέτων σε κατά 35% περισσότερους κόμβους (σχ. 4.1(a)). Την ίδια στιγμή διατηρεί τον αριθμό των προωθήσεων και την καθυστέρηση παράδοσης σε λογικά επίπεδα. Η κατάρρευση των δύο αλγορίθμων που χρησιμοποιούν το κριτήριο τερματισμού M/U αποδεικνύει ότι η αιτία της απόδοσης είναι το συγκεκριμένο κριτήριο τερματισμού. Η ίδια ακριβώς εικόνα παρατηρείται και υπό συνθήκες υψηλού τηλεπικοινωνιακού φόρτου. Αυτό είναι εμφανές στα πειράματα του σχήματος 4.2, όπου για ρυθμό εκπομπής πακέτων 4 *pkts/sec* το ποσοστό παράδοσης πέφτει στο 20% των κόμβων. Αντίθετα, το PDP MR/U συμπεριφέρεται καλύτερα και πετυχαίνει ποσοστό παράδοσης κοντά στο 60%. Και η περίπτωση αυτή είναι μια επιβεβαίωση για την υπαιτιότητα του κριτηρίου τερματισμού M/U.

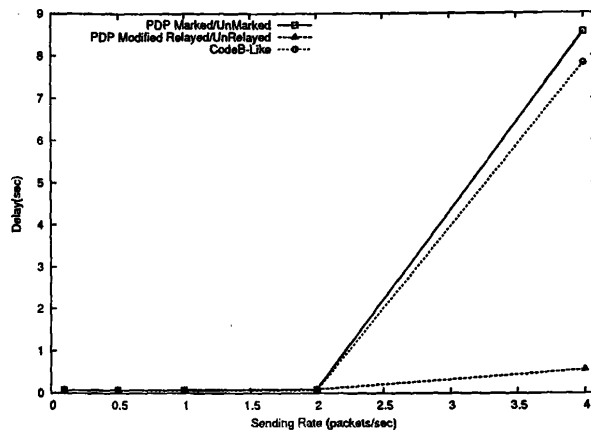




(a)



(b)



(c)

Σχήμα 4.2: Σύγκριση του CodeB-Like με αλγόριθμους χωρίς κωδικοποίηση δικτύου ως προς (a) Ποσοστό επιτυχούς παράδοσης (b) Μέσο αριθμό προωθήσεων (c) Μέση καθυστέρηση παράδοσης ενός πακέτου για μεταβαλλόμενο τηλεπικοινωνιακό φόρτο

Για να γίνει κατανοητή η συμπεριφορά του κριτηρίου τερματισμού υπενθυμίζεται ότι όλα τα κριτήρια τερματισμού χρησιμοποιούν δομές αποθήκευσης σε κάθε κόμβο του MANET. Οι δομές αυτές χρησιμοποιούνται για την αποθήκευση πληροφοριών σχετικά με τα πακέτα που έχει λάβει στο παρελθόν ο εκάστοτε κόμβος. Αυτός είναι και ο τρόπος εντοπισμού των διπλοτύπων των πακέτων που λαμβάνονται. Ωστόσο, οι παραπάνω δομές έχουν πεπερασμένο μέγεθος λόγω του περιορισμένου μεγέθους μνήμης που προσφέρεται σε κάθε κόμβο. Το γεγονός αυτό επιτάσσει τη διαγραφή πληροφοριών όταν τα όρια της μνήμης αυτής προσεγγιστούν. Σε τέτοιες περιπτώσεις, η κοινή πρακτική είναι να διαγράφονται οι παλιότερες πληροφορίες που υπάρχουν στις δομές με τη λογική ότι αυτές έχουν τη μικρότερη πιθανότητα να φανούν χρήσιμες. Παρόλα αυτά, πάντα υπάρχει η πιθανότητα λήψης κάποιου διπλοτύπου ενώ η παλαιότερη εγγραφή του στις δομές έχει διαγραφεί. Για το κριτήριο M/U η λήψη ενός τέτοιου διπλοτύπου σηματοδοτεί μια αναζήτηση για το πακέτο αυτό ώστε να ανακτηθεί η λίστα των κόμβων που το έχουν λάβει. Σε περίπτωση που η αναζήτηση αποτύ-



χει, το πακέτο θεωρείται ως νέο με αποτέλεσμα την πλεονάζουσα προώθησή του. Από την άλλη μεριά, το κριτήριο MR/U είναι σε θέση να εντοπίσει ότι το πακέτο είναι διπλότυπο και να το απορρίψει (υπ. 3.1.2). Οι πλεονάζουσες προωθήσεις διπλοτύπων του M/U δημιουργούν συμφόρηση στο δίκτυο και αύξηση του αριθμού των συγκρούσεων των πακέτων με άμεση συνέπεια την απώλεια πακέτων και την αδυναμία παράδοσής τους σε όλους τους κόμβους. Κατ' επέκταση οι αστοχίες του κριτηρίου M/U των αλγορίθμων CodeB-Like και PDP M/U είναι συχνές σε περιπτώσεις υψηλού τηλεπικοινωνιακού φόρτου και μεγέθους δικτύου, γεγονός που επηρεάζει άμεσα την απόδοση των δύο αλγορίθμων. Μια εκτενέστερη ανάλυση εκείνων των παραγόντων που προκαλούν αστοχίες του M/U παρουσιάζεται στην υποενότητα 5.3.1 του επόμενου κεφαλαίου.

Είναι εμφανές ότι οι αδυναμίες του CodeB-Like χρήζουν λύσης. Μια κίνηση προς τη σωστή κατεύθυνση είναι η αλλαγή του κριτηρίου τερματισμού M/U, καθώς είναι ο κύριος υπεύθυνος για τη μειωμένη απόδοση. Το κριτήριο τερματισμού MR/U είναι ένας πιθανός αντικαταστάτης, από τη στιγμή που τα πειράματά μας επιβεβαιώνουν ότι δεν αντιμετωπίζει το πρόβλημα της αστοχίας του M/U. Επιπλέον η χρήση του προσφέρει και άλλα θετικά όπως το μικρό κόστος σε μνήμη, επεξεργαστική ισχύ και κατανάλωση ενέργειας.

4.1.2 Αξιοπιστία σε Συνθήκες Συμφόρησης

Ένα από τα σημαντικότερα χαρακτηριστικά απόδοσης ενός αλγορίθμου εκπομπής αποτελεί η ικανότητά του να παραδίδει τα μεταδιδόμενα πακέτα σε όσο το δυνατόν περισσότερους κόμβους του δικτύου. Θεωρητικά όλοι οι αλγόριθμοι εκπομπής παραδίδουν όλα τα εκπεμπόμενα πακέτα σε όλους τους κόμβους του δικτύου, όμως στην πράξη η φύση του ασύρματου μέσου και οι πεπερασμένοι πόροι κάθε κόμβου δεν επιτρέπουν την παράδοση του 100% των πακέτων. Έτσι, ένας αλγόριθμος εκπομπής καλείται να αντιμετωπίσει την απώλεια πακέτων που προέρχεται από συγκρούσεις κατά τη διάρκεια συγχρονισμένων μεταδόσεων (υπ. 3.1.3) ή από την απόρριψη αυτών στις μεγάλες και πεπερασμένες ουρές κόμβων που γίνονται σημεία συμφόρησης. Επιπλέον, όταν οι κόμβοι κινούνται ελεύθερα στο χώρο μπορεί να προκληθούν διάφορα προβλήματα. Ένα από αυτά δημιουργείται όταν το δίκτυο, λόγω της κίνησης, χωρίζεται σε δύο ή περισσότερα μέρη που καλούνται διαμερίσεις. Σε τέτοιες περιπτώσεις η μετάδοση ενός πακέτου μεταξύ των διαμερίσεων είναι πρακτικά αδύνατη, μειώνοντας σημαντικά το συνολικό ποσοστό επιτυχούς παράδοσης.

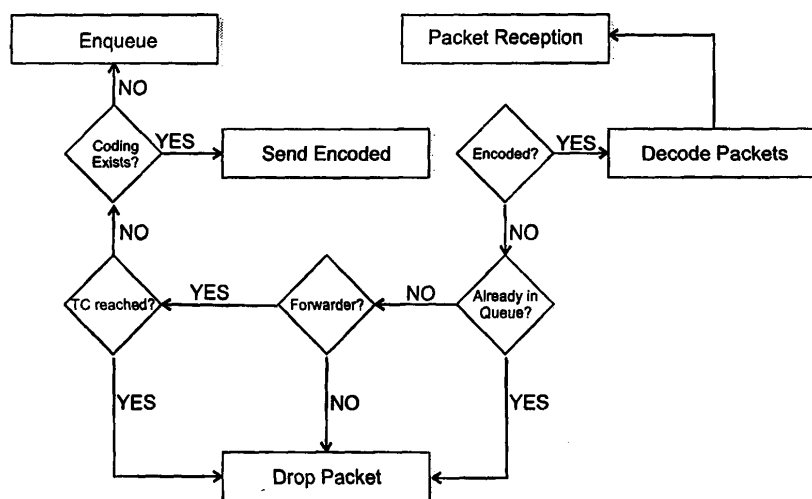
Η αδυναμία των CodeB-Like και PDP M/U να παραδώσουν επιτυχώς πακέτα είναι εμφανής στα σχήματα 4.1(a) και 4.2(a). Ωστόσο, ο PDP MR/U επιτυγχάνει να διατηρήσει το ποσοστό της παράδοσης στο 70% και 55% των κόμβων για μεγάλα δίκτυα και υπό συνθήκες συμφόρησης αντίστοιχα. Τα παραπάνω ποσοστά μπορεί να φαίνονται πανάχεια απέναντι στη χαμηλή απόδοση των CodeB-Like και PDP M/U, αλλά παραμένουν και αυτά σε χαμηλά επίπεδα. Αν αναλογιστεί κανείς ότι κατά μέρο όρο κοντά στους μισούς κόμβους ενός δικτύου (55%) λαμβάνουν τα εκπεμπόμενα πακέτα, εύκολα συμπεραίνεται ότι είναι επιτακτική η ανάγκη για αλγορίθμους εκπομπής που αποδίδουν καλύτερα στην παράδοση πακέτων.



4.2 Ο αλγόριθμος NOB

Λαμβάνοντας υπόψιν όσα περιγράφηκαν στην ενότητα 4.1 σχετικά με τα κριτήρια τερματισμού, η διατριβή αυτή εισάγει ένα νέο αλγόριθμο για εκπομπή που χρησιμοποιεί κωδικοποίηση δικτύου με το όνομα *NOB* (Network cOded Broadcast). Ο αλγόριθμος αυτός βασίζεται στο PDP με κριτήριο τερματισμού το MR/U και αποσκοπεί στην περαιτέρω βελτίωση της απόδοσης της εκπομπής, όσον αφορά τον αριθμό των προωθήσεων και την επιτυχή παράδοση των πακέτων.

Όπως αναφέρθηκε, ο αλγόριθμος χρησιμοποιεί το PDP ως βάση του και επομένως προϋποθέτει τη χρήση ενός πίνακα γειτνίασης προκειμένου να διατηρούνται πληροφορίες σχετικά με τους γείτονες ενός και δύο αλμάτων κάθε κόμβου. Επίσης, ο πίνακας γειτνίασης είναι αναγκαίος για τον υπολογισμό του συνόλου προώθησης από τον αλγόριθμο GSC. Σχετικά με τις ανάγκες κωδικοποίησης του αλγορίθμου είναι απαραίτητες δομές όπως ο πίνακας αποδοχής, η λίστα προώθησης και το PacketPool που περιγράφηκαν αναλυτικά στην ενότητα 3.2.

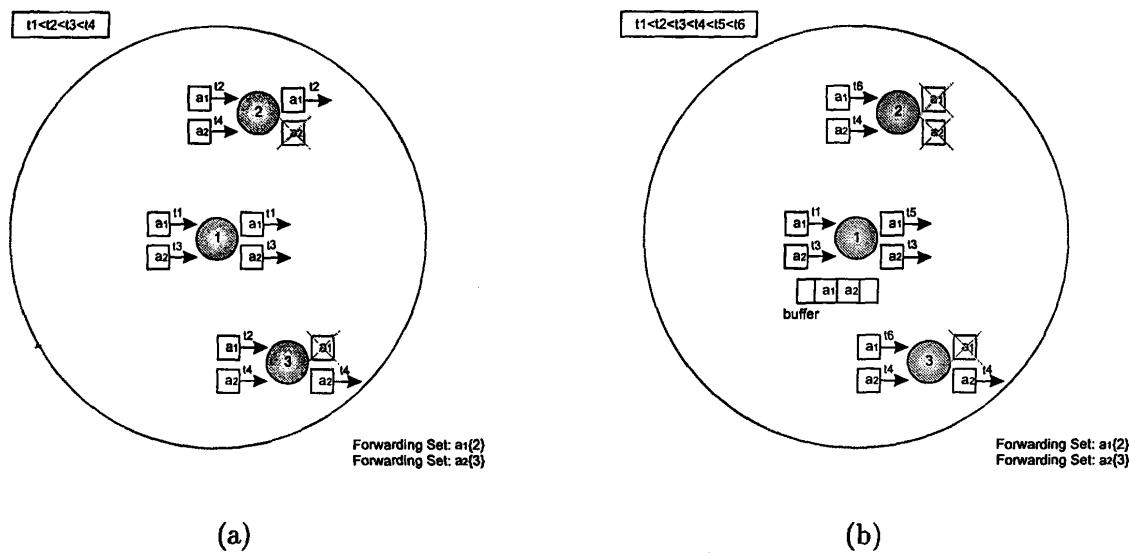


Σχήμα 4.3: Διάγραμμα ροής του NOB κατά τη λήψη ενός πακέτου

Ο αλγόριθμος NOB διατηρεί παρόμοια λειτουργικότητα με τον αντίστοιχο CodeB-Like. Το κύριο χαρακτηριστικό του NOB που τον διαφοροποιεί από τον CodeB-Like είναι η χρήση ως κριτήριο τερματισμού του MR/U αντί του M/U. Η διαδικασία που ακολουθείται κατά τη λήψη κάθε πακέτου περιγράφεται στο διάγραμμα ροής του σχήματος 4.3. Η διαφορά των δύο αλγορίθμων έγκειται στο γεγονός ότι το MR/U από τη φύση του δεν πρόκειται να ακυρώσει την προγραμματισμένη προώθηση ενός πακέτου, οσοδήποτε κι αν αυτό αναμένει στη λίστα προώθησης. Η χρήση του κριτηρίου MR/U αντί του M/U σε συνδυασμό με την κωδικοποίηση δικτύου, εξ αρχής μπορεί να φαίνεται εύκολη και απλή, ωστόσο όπως θα φανεί στη συνέχεια αυτό δεν είναι ακριβές.

Στο σημείο αυτό πρέπει να σημειωθεί ότι η βασική αρχή του κριτηρίου τερματισμού MR/U είναι να μην προωθεί πακέτα που έχουν ληφθεί ξανά στο παρελθόν από έναν κόμβο, άσχετα

εάνΣ άνηκε ή όχι στο σύνολο προώθησης τους. Για το σκοπό αυτό προφανώς είναι αρκετό να διατηρείται ένας αριθμός ακολουθίας για το τελευταίο πακέτο που έχει λάβει ο κόμβος από κάθε ροή πακέτων. Ο ακολουθιακός αυτός αριθμός λαμβάνεται υπόψιν τη στιγμή της απόφασης για προώθηση, όπως φαίνεται στον αλγόριθμο 4. Στην περίπτωση ωστόσο του NOB τα πακέτα δεν προωθούνται απευθείας, αλλά αντίθετα διατηρούνται για κάποιο χρονικό διάστημα στη λίστας προώθησης. Το χρονικό διάστημα αυτό, όπως έχει αναφερθεί στη σχετική υποενότητα, είναι τυχαίο και λαμβάνεται σύμφωνα με την ομοιόμορφη κατανομή. Αυτό σημαίνει ότι σε αντίθεση με το παραδοσιακό PDP, τα πακέτα εξέρχονται από τον κόμβο με διαφορετική σειρά από αυτή που εισέρχονται. Η αναδιάταξη αυτή προκαλεί μεγάλο πρόβλημα στο κριτήριο τερματισμού MR/U, το οποίο έχει σχεδιαστεί έτσι ώστε να δουλεύει σωστά μόνο σε περιπτώσεις όπου τα πακέτα μια ροής διατηρούν τη σειρά με την οποία ελήφθησαν.



Σχήμα 4.4: Συμπεριφορά του MR/U (a) χωρίς αναδιάταξη (b) με αναδιάταξη πακέτων

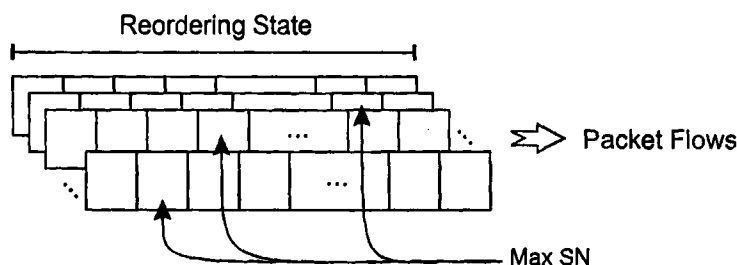
Τα σχήματα 4.4(a) και 4.4(b) παρουσιάζουν ένα παράδειγμα το οποίο βοηθά στην κατανόηση του πρόβληματος της αναδιάταξης των πακέτων. Έστω λοιπόν ότι ο κόμβος 1 λαμβάνει για πρώτη φορά δύο πακέτα τα a_1 και a_2 , τα οποία ανήκουν στην ίδια ροή πακέτων ή με άλλα λόγια έχουν παραχθεί από τον ίδιο κόμβο αποστολέα. Όπως υποδηλώνεται και από τους δείκτες κάθε πακέτου, το πακέτο a_1 έχει δημιουργηθεί πριν το πακέτο a_2 . Στο σύνολο προώθησης του πακέτου a_1 βρίσκεται ο κόμβος 2, ενώ του πακέτου a_2 ο κόμβος 3. Στην περίπτωση του παραδοσιακού PDP, που περιγράφεται στο σχήμα 4.4(a), ο κόμβος 1 κατά τη λήψη του πακέτου a_1 τη χρονική στιγμή t_1 αποφασίζει να το προωθήσει. Οι κόμβοι 2 και 3 που βρίσκονται στην εμβέλεια του κόμβου 1 λαμβάνουν το πακέτο a_1 τη χρονική στιγμή t_2 . Αμέσως ο κόμβος 2 σύμφωνα με το MR/U και με το γεγονός ότι ανήκει στο σύνολο προώθησης αποφασίζει να προωθήσει το πακέτο, ενώ ο κόμβος 3 αποφασίζει να το απορρίψει. Τη χρονική στιγμή t_3 παραδίδεται στον κόμβο 1 το πακέτο a_2 , το οποίο και προωθείται άμεσα με αποτέλεσμα να ληφθεί από τους κόμβους 2 και 3 τη χρονική στιγμή



t_4 . Από τη στιγμή που μόνο ο κόμβος 3 ανήκει στο σύνολο προώθησης του a_2 , αυτός είναι που εκπέμπει το πακέτο, ενώ αντίθετα ο κόμβος 2 το απορρίπτει. Στο παράδειγμα που μόλις περιγράφηκε, ο αλγόριθμος απόφασης MR/U λειτούργησε σωστά και αποτελεσματικά.

Από την άλλη μεριά, στο παράδειγμα του σχήματος 4.4(b) παρουσιάζεται το πρόβλημα της αναδιάταξης που εμφανίζεται λόγω της προσωρινής αποθήκευσης των πακέτων στη λίστα προώθησης. Έστω, λοιπόν, ότι το πακέτο a_1 φτάνει στον κόμβο 1 τη χρονική στιγμή t_1 και εισάγεται στη λίστα προώθησης να αναμείνει για ένα μεγάλο χρονικό διάστημα. Τη χρονική στιγμή t_2 , αφού το πακέτο a_1 αναμένει ακόμη στη λίστα προώθησης, ο κόμβος 1 λαμβάνει το πακέτο a_2 από την ίδια ροή. Για το πακέτο a_2 αυτό επιλέγεται ένας μικρός χρόνος αναμονής με αποτέλεσμα όταν εισαχθεί στη λίστα προώθησης να περιμένει λιγότερο από το ήδη υπάρχον πακέτο a_1 . Όταν λήξει ο χρόνος αναμονής του πακέτου a_2 τη χρονική στιγμή t_3 , τότε αυτό αποστέλλεται και παραλαμβάνεται από τους γείτονες ενός άλματος του κόμβου 1 τη χρονική στιγμή t_4 . Ο κόμβος 3 πρέπει να προωθήσει το πακέτο αφού ανήκει στο σύνολο προώθησής του, ενώ ο κόμβος 2 το απορρίπτει. Όταν φτάσει η χρονική στιγμή t_5 και εξέλθει από τη λίστα προώθησης το πακέτο a_1 , τότε θα πραγματοποιηθεί η εκπομπή του με αποτέλεσμα να παραδοθεί στους κόμβους 2 και 3. Ωστόσο, στην περίπτωση αυτή στον κόμβο 2 θα ληφθεί η λανθασμένη απόφαση απόρριψης του πακέτου a_1 , που οφείλεται στο MR/U. Το σφάλμα αυτό οφείλεται στο γεγονός ότι το MR/U αντιμετωπίζει ως γνωστά όλα τα πακέτα της ίδιας ροής με μικρότερο ακολουθιακό αριθμό από το τελευταίο που έλαβε.

Το πρόβλημα της αναδιάταξης παίρνει μεγαλύτερες πακέτων διαστάσεις όταν ο κόμβος που αποφασίζει εσφαλμένα να μην προωθήσει κάποιο πακέτο ανήκει στο μοναδικό μονοπάτι προς ένα υποσύνολο κόμβων που μετέχουν στο δίκτυο. Έτσι, πακέτα όπως το a_1 του προηγούμενου παραδείγματος δεν θα φτάσουν ποτέ σε ένα μεγάλο υποσύνολο κόμβων του δικτύου, μειώνοντας σημαντικά το ποσοστό επιτυχούς παράδοσης πακέτων του NOB. Η έρευνα που έγινε στα πλαίσια της διατριβής αυτής και παρουσιάζεται στο υπόλοιπο αυτής της υποενοτήτας δίνει λύση στο πρόβλημα της αναδιάταξης και συνδυάζει επιτυχώς το κριτήριο MR/U με την κωδικοποίηση δικτύου.



Σχήμα 4.5: Δομή αναπαράστασης δεδομένων που λύνει το πρόβλημα της αναδιάταξης

Το πρόβλημα της αναδιάταξης οφείλεται στο σχεδιασμό του MR/U σύμφωνα με τον οποίο η απόφαση προώθησης ενός πακέτου λαμβάνεται σύμφωνα με πληροφορίες που αφορούν μόνο το τελευταίο πακέτο που λήφθηκε και ανήκει στην ίδια ροή πακέτων. Επομένως, μια λύση του προβλήματος είναι η διατήρηση πληροφοριών για περισσότερα πακέτα από

κάθε ροή πακέτων. Η στρατηγική αυτή θα απαγορέψει ακυρώσεις προωθήσεων πακέτων. Ωστόσο πρέπει να δοθεί ιδιαίτερη προσοχή στο σχεδιασμό της δομής που θα χρησιμοποιηθεί για την αποθήκευση των παραπάνω πληροφοριών. Στόχος του σχεδιασμού της δομής είναι η ελαχιστοποίηση του υπολογιστικού κόστους και του κόστους αποθήκευσης.

input : Packet *p* received

output: NULL

```

1 Get the BitMap BMap maintained for p.OriginNode ;
2 if (p.SN <= BMap.MaxSN) then
3   if (p.SN <= (BMap.MaxSN - BMap.Length)) then
4     return;
5   pos ← p.SN - BMap.MaxSN + BMap.PosMaxSN;
6   if (pos >= 0) then
7     BMap.Set(pos, 1) ;
8   else
9     BitMap.Set(pos + BMap.Length, 1) ;
10 else
11   newPos ← (p.SN - BMap.MaxSN + BMap.PosMaxSN)%BMap.Length;
12   RollOver ← (p.SN - BMap.MaxSN + BMap.PosMaxSN)/BMap.Length;
13   if (RollOver > 1) then
14     BMap.Set(All, 0) ;
15   else if (RollOver = 1) then
16     BMap.Set((BMap.PosMaxSN + 1) ~> BMap.Length, 0);
17     BMap.Set(0 ~> (newPos - 1), 0);
18   else
19     BMap.Set((BMap.PosMaxSN + 1) ~> (newPos - 1), 0);
20   BMap.Set(newPos, 1) ;
21   PosMaxSN ← newPos ;

```

Αλγόριθμος 6: Αλγόριθμος ανανέωσης πληροφορίας του MR/U

Οι πληροφορίες που είναι αναγκαίες για τη σωστή λειτουργία του MR/U σε ένα κόμβο είναι οι ακολουθιακοί αριθμοί για ένα σύνολο πακέτων που ο κόμβος αυτός έλαβε από τον ίδιο κόμβο πηγή. Ένας βέλτιστος τρόπος για την αναπαράσταση αυτών των ακολουθιακών αριθμών είναι η χρήση ενός BitMap για κάθε ροή πακέτων. Μια αναπαράσταση της προτεινόμενης δομής παρουσιάζεται στο σχήμα 4.5. Όλα τα BitMap έχουν σταθερό μέγεθος, το οποίο πρέπει να επιλεγεί με προσοχή. Για παράδειγμα, ένα μεγάλο μέγεθος BitMap είναι ικανό να παρέχει πιο αξιόπιστη λειτουργία του MR/U, αλλά επιβαρύνει περισσότερο τις απαιτήσεις μνήμης σε κάθε κόμβο.



Ο αλγόριθμος 6 παρουσιάζει το ψευδοκώδικα του νέου αλγορίθμου ανανέωσης των ακολουθιακών αριθμών του MR/U. Το BitMap κάθε ροής πακέτων μπορεί να διατηρήσει ένα πεπερασμένο σύνολο ακολουθιακών αριθμών. Για το λόγο αυτό, διατηρείται ο μέγιστος ακολουθιακός αριθμός που παρατηρήθηκε και η θέση του στο BitMap. Αν ο νέος ακολουθιακός αριθμός που λαμβάνεται είναι μεγαλύτερος του μεγίστου, τότε υπολογίζεται η θέση του στο BitMap. Ο υπολογισμός γίνεται μέσω της διαφοράς του νέου ακολουθιακού αριθμού και του μεγίστου. Στην περίπτωση που η θέση του υπολογιστεί εκτός των ορίων του BitMap, τότε γίνεται μια οπισθοδρόμηση (rollover) με την πρώτη θέση του BitMap να αντιπροσωπεύει τον πρώτο ακολουθιακό αριθμό που βρισκόταν εκτός αυτού. Με αυτόν τρόπο ο νέος ακολουθιακός αριθμός μπορεί να αναπαρασταθεί από το BitMap και γίνεται αυτομάτως και ο νέος μέγιστος. Τονίζεται ότι κατά το rollover επαναφέρονται οι αρχικές τιμές σε εκείνες τις θέσεις του BitMap που πλέον αναπαριστούν μεγαλύτερους ακολουθιακούς αριθμούς. Τέλος, σε περιπτώσεις έλευσης πακέτων με ακολουθιακούς αριθμούς μικρότερους από το εύρος του BitMap δεν είναι αναγκαία η αποθήκευση κάποιας πληροφορίας. Ωστόσο, ο νέος αλγόριθμος απόφασης του MR/U (αλγ. 7) πρέπει να επιστρέφει μια σωστή απάντηση αν πρόκειται για νέο πακέτο ή κάποιο διπλότυπο. Το MR/U αντιμετωπίζει τις περιπτώσεις αυτές ως διπλότυπα πακέτων, γεγονός που επιφέρει μείωση στις εκπομπές διπλοτύπων. Τονίζεται για άλλη μια φορά ότι η επιλογή του μεγέθους της δομής παίζει σημαντικό ρόλο, καθώς μικρές τιμές μπορεί να ακυρώσουν εσφαλμένα προωθήσεις πακέτων που πρέπει να πραγματοποιηθούν. Κατ' επέκταση, οι ακυρώσεις των προωθήσεων έχουν αρνητικές συνέπειες στην αξιοπιστία του αλγορίθμου εκπομπής.

Ο αλγόριθμος 7 παρουσιάζει το κριτήριο τερματισμού MR/U όπως τροποποιήθηκε για τις ανάγκες του NOB. Η αποθήκευση περισσότερων πληροφοριών αυξάνει τις απαιτήσεις σε μνήμη. Ωστόσο, η χρήση των BitMaps περιορίζει σημαντικά τις απαιτήσεις αυτές με αποτέλεσμα να μην υπάρχει σημαντική επιβάρυνση της μικρής και αργής μνήμης που συνήθως διαθέτουν οι κόμβοι. Έτσι, η χωρική πολυπλοκότητα της νέας δομής αναπαράστασης του κριτηρίου τερματισμού MR/U είναι $O(S)$, όπου S είναι το μέγεθος του BitMap που χρησιμοποιεί η δομή του σχήματος 4.5. Επιπρόσθετα, ο νέος αλγόριθμος του MR/U έχει σχετικά χαμηλή υπολογιστική πολυπλοκότητα που προέρχεται από τη χρήση των BitMap. Η απόφαση για το αν ένα πακέτο είναι διπλότυπο ή όχι λαμβάνεται σε χρόνο $O(1)$. Από την άλλη η ανανέωση των πληροφοριών που διατηρούνται στη δομή του κριτηρίου πραγματοποιείται στην καλύτερη περίπτωση σε σταθερό χρόνο $O(1)$. Ωστόσο, στη χειρίστη περίπτωση που γίνεται rollover της δομής απαιτούνται πράξεις της τάξης $O(S)$ έτσι ώστε οι πληροφορίες της να παραμείνουν ενημερωμένες.

4.3 Ο αλγόριθμος NOB-CR

Στην υποενότητα 4.1.2, έγινε αξιολόγηση της απόδοσης των εξεταζόμενων τεχνικών ως προς την επιτυχή παράδοση των πακέτων, καταλήγοντας στο συμπέρασμα ότι υπάρχουν περιθώρια βελτίωσης σε αυτόν τον τομέα. Αυτό είναι και το αντικείμενο του αλγορίθμου



```

input : Packet p to Forward
output: true:Forward Packet false:Drop Packet

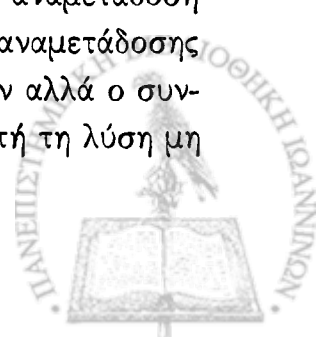
1 Get the BitMap BMap maintained for p.OriginNode ;
2 if (p.SN <= BMap.MaxSN) then
3   if (p.SN <= (BMap.MaxSN - BMap.Length)) then
4     return false ;
5   pos ← p.SN - BMap.MaxSN + BMap.PosMaxSN;
6   if (pos >= 0) then
7     val ← BMap.Get(pos) ;
8   else
9     val ← BitMap.Get(pos + BMap.Length) ;
10  if (val == 1) then
11    return false;
12  else
13    return true;
14 else
15  return true ;

```

Αλγόριθμος 7: Νέος αλγόριθμος απόφασης του MR/U

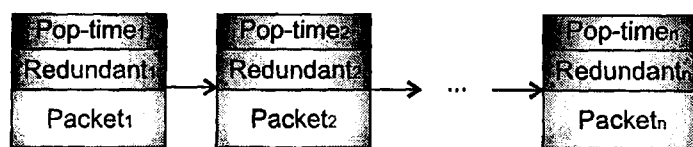
NOB-CR (Network cOded Broadcast with Coding-based Redundancy) που περιγράφεται στην ενότητα αυτή.

Όπως περιγράφηκε προηγούμενα, ο αλγόριθμος NOB βασίζεται στο κριτήριο τερματισμού MR/U. Αναμένεται, λοιπόν, να αποδίδει καλύτερα από τον CodeB-Like στον τομέα της επιτυχούς παράδοσης καθώς κληρονομεί όλα εκείνα τα θετικά χαρακτηριστικά που αναφέρθηκαν στην υποενότητα 4.1.1. Παρόλα αυτά, σε πολλές περιπτώσεις το ποσοστό επιτυχούς παράδοσης μπορεί να μην είναι ικανοποιητικό. Ένας τρόπος αύξησης του ποσοστού της επιτυχούς παράδοσης είναι η αναμετάδοση πακέτων τα οποία δεν έχουν παραδοθεί σωστά. Η εφαρμογή αυτής της προσέγγισης έχει δύο σοβαρά μειονεκτήματα που έχουν επιπτώσεις στην γενική απόδοση ενός αλγορίθμου εκπομπής. Το πρώτο από αυτά σχετίζεται με το γεγονός ότι κάθε κόμβος πρέπει να έχει γνώση των πακέτων που δεν παραδόθηκαν σωστά ώστε να τα επανεκπέμψει. Η μοναδική λύση έρχεται μέσω των επιβεβαιώσεων που μπορεί να στέλνει κάθε ενδεχόμενος παραλήπτης κατά τη σωστή λήψη και αποκωδικοποίηση του πακέτου. Κάτι τέτοιο όμως σημαίνει επιπλέον κόστος υπό την μορφή μεταδόσεων, αφού κάθε μετάδοση πακέτου θα έχει ως συνέπεια πολλαπλές μεταδόσεις επιβεβαιώσεων. Το δεύτερο μειονέκτημα έχει να κάνει με το κόστος που προέρχεται από την ίδια την αναμετάδοση των πακέτων που εντοπίζονται ως μη παραδοτέα. Επομένως, η λύση της αναμετάδοσης πακέτων μπορεί μεν να υπόσχεται αύξηση της επιτυχούς παράδοσης πακέτων αλλά ο συνδυασμός αυτής της αύξησης με μια υψηλή άνοδο των εκπομπών καθιστά αυτή τη λύση μη



εφικτή για έναν αλγόριθμο εκπομπής.

Σύμφωνα με την παραπάνω ανάλυση γίνεται αντιληπτό ότι απαιτείται κάποιος τρόπος για την πραγματοποίηση αναμεταδόσεων πακέτων απαλλαγμένος, όμως, από το κόστος των εκπομπών. Αυτή τη λύση έρχεται να δώσει ο NOB-CR, ο οποίος αξιοποιεί την πρακτική κωδικοποίηση δικτύου προς αυτή την κατεύθυνση. Ο NOB-CR επεκτείνει τη λειτουργία του NOB με τέτοιο τρόπο ώστε κατά την αποστολή ενός πακέτου, κωδικοποιημένου ή μη, να είναι εφικτή η ενσωμάτωση επιπλέον πακέτων για τα οποία αρχικά ο αλγόριθμος είχε αποφασίσει να μην προωθηθούν. Με τον τρόπο αυτό δίνονται περισσότερες ευκαιρίες στους κόμβους του δικτύου να λάβουν τα επιπλέον πακέτα που μεταδίδονται, αυξάνοντας την αξιοπιστία του αλγορίθμου εκπομπής. Τονίζεται ότι η αποστολή των πακέτων αυτών δεν εισάγει επιπλέον κόστος υπό τη μορφή των μεταδόσεων, καθώς η μετάδοση του πακέτου με το οποίο συνδυάστηκαν ήταν ήδη προγραμματισμένη.



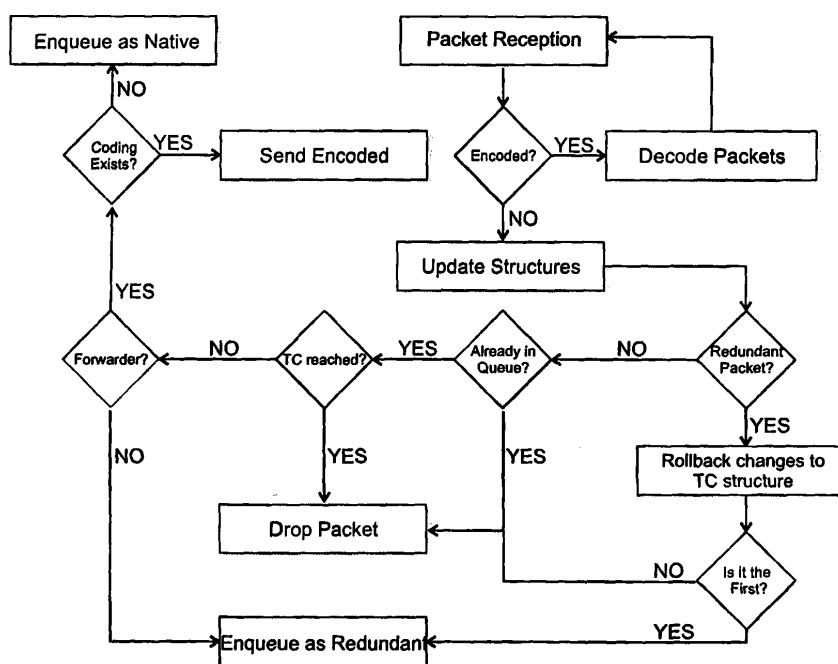
$Pop-time_1 > Pop-time_2 > \dots > Pop-time_m$

Σχήμα 4.6: Αλλαγή του NOB-CR στη δομή αναπαράστασης της λίστας προώθησης

Όπως αναφέρθηκε παραπάνω, ο NOB-CR αποτελεί προέκταση του NOB και επομένως χρησιμοποιεί τις δομές αναπαράστασης που περιγράφηκαν στην προηγούμενη ενότητα. Ωστόσο, για την ενσωμάτωση της τεχνικής αναμετάδοσης πακέτων χρειάστηκαν κάποιες αλλαγές στις υπάρχουσες δομές. Μια από αυτές τις αλλαγές αφορά τη λίστα προώθησης, στην οποία πλέον εισάγονται πρόσθετα πακέτα. Τα πακέτα αυτά έχουν τον περιορισμό ότι πρέπει να αποστέλλονται μόνο όταν βρεθεί ευκαιρία να κωδικοποιηθούν με πακέτα που ήδη είναι κωδικοποιημένα και έτοιμα να αποσταλούν. Έτσι, σε κάθε κόμβο της λίστας προώθησης, όπως φαίνεται στο σχήμα 4.6, προστέθηκε ένα νέο πεδίο με το όνομα *redundant*. Όταν το πεδίο αυτό έχει την τιμή *true* υποδηλώνει ότι το πακέτο είναι τέτοιου είδους. Αυτή η αλλαγή δίνει τη δυνατότητα στον αλγόριθμο να διαχωρίζει τα πακέτα που πρέπει οπωσδήποτε να προωθηθούν από αυτά που πρέπει να προωθηθούν μόνο αν τύχουν κωδικοποίησης.

Με την ύπαρξη μηχανισμού διαχωρισμού του είδους των πακέτων στη λίστα προώθησης, η επόμενη σχεδιαστική απόφαση έχει να κάνει με το ποια πακέτα μπορούν να εισέρχονται σε αυτή υπό τις προϋποθέσεις που αναφέρθηκαν. Από εδώ και στο εξής τα πακέτα αυτά θα ονομάζονται *redundant* πακέτα. Υπενθυμίζεται ότι τα πακέτα αυτά είναι πακέτα που αρχικά σύμφωνα με τον αλγόριθμο εκπομπής δεν έπρεπε να μεταδοθούν. Πιο αναλυτικά, τα πακέτα αυτά είναι δύο ειδών. Το πρώτο είδος αντιστοιχεί σε πακέτα που έχουν ξαναληφθεί στο παρελθόν και σύμφωνα με το κριτήριο τερματισμού MR/U δεν πρέπει να μεταδοθούν, αφού η καλύτερη εμφάνισή τους στον κόμβο υποδηλώνει ότι είναι γνωστά σε όλους τους γείτονες. Το δεύτερο είδος αποτελείται από εκείνα τα πακέτα που λαμβάνονται σε κάποιο κόμβο

για πρώτη φορά αλλά ο κόμβος αυτός δεν ανήκει στη λίστα προώθησής τους. Ο NOB-CR αντιμετωπίζει ως redundant πακέτα μόνο αυτά της δεύτερης κατηγορίας. Η επιλογή αυτή οφείλεται στο γεγονός ότι η διαχείριση πακέτων του πρώτου είδους συνοδεύεται από μεγάλο κόστος αναμεταδόσεων. Επίσης, ένας άλλος καθοριστικός παράγοντας που έπαιξε ρόλο σε αυτή την απόφαση είναι η επικείμενη τροποποίηση του κριτηρίου τερματισμού σε περίπτωση που αντιμετωπιζόταν ως redundant τα πακέτα του πρώτου είδους. Όπως αναλύθηκε στην ενότητα 4.1, το κριτήριο τερματισμού σχετίζεται άμεσα με την απόδοση του αλγορίθμου εκπομπής και μια ενδεχόμενη αλλαγή του μπορεί να έχει αρνητικές συνέπειες. Το διάγραμμα ροής του σχήματος 4.7 παρουσιάζει τις ενέργειες του NOB-CR κατά τη λήψη ενός πακέτου σε κάποιο κόμβο. Κατά τη λήψη ενός κανονικού ή κωδικοποιημένου πακέτου πραγματοποιούνται οι συνηθισμένες ενέργειες όπως στον αλγόριθμο NOB. Τη μοναδική εξαίρεση αποτελεί ο έλεγχος για ευκαιρίες κωδικοποίησης, όπου πραγματοποιείται μια σειρά ελέγχων για τον εντοπισμό πιθανών πακέτων που μπορούν να σταλούν ως redundant. Επιπλέον, στην περίπτωση που το πακέτο που λήφθηκε δεν πρέπει να προωθηθεί από τον κόμβο πραγματοποιείται η εισαγωγή του στη λίστα προώθησης ως redundant.

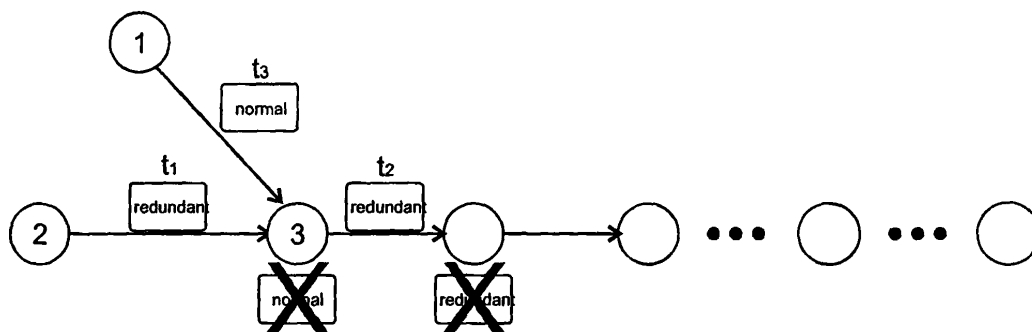


Σχήμα 4.7: Διάγραμμα ροής του NOB-CR κατά τη λήψη ενός πακέτου

Από την άλλη πλευρά, σύμφωνα με το διάγραμμα ροής υπάρχει η πιθανότητα λήψης ενός κωδικοποιημένου redundant πακέτου. Για την ταυτοποίηση των redundant πακέτων χρησιμοποιήθηκε εκείνο το πεδίο της κεφαλίδας που περιέχει όλα τα σύνολα προώθησης των πακέτων που περιέχονται στο κωδικοποιημένο πακέτο. Οι καταχωρήσεις ενός redundant πακέτου στο πεδίο αυτό θα είναι μηδενικές καθώς το σύνολο προώθησής του είναι πάντα κενό. Έτσι, είναι δυνατό να εισαχθεί μια καταχώρηση με την αρνητική τιμή -1 που θα δηλώνει και τη φύση του redundant πακέτου. Στη συνέχεια, ο NOB-CR διαχειρίζεται τα redundant πακέτα με διαφορετικό τρόπο απ' ότι τα κανονικά. Πιο συγκεκριμένα, αρχικά πρέπει να αναιρεθεί η ανανέωση των πληροφοριών στις δομές του κριτηρίου τερματισμού

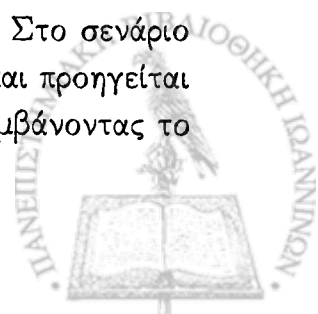


ώστε να αντιμετωπιστούν προβλήματα που αναλύονται στη συνέχεια. Το επόμενο βήμα σχετίζεται με την προώθηση του *redundant* πακέτου, για το οποίο όπως αναφέρθηκε δεν ορίζεται σύνολο προώθησης. Η πρακτική του NOB-CR είναι να ελέγχει αν το πακέτο αυτό είναι το πρώτο που λαμβάνει. Αν δεν πρόκειται για το πρώτο αντίτυπο το πακέτο απορρίπτεται, ενώ στην αντίθετη περίπτωση εισάγεται στη λίστα προώθησης ως *redundant*. Υπενθυμίζεται ότι με αυτόν τον τρόπο δίνεται η ευκαιρία στο πακέτο αυτό να προωθηθεί αλλά μόνο υπό τη μορφή *redundant*, γεγονός που θα εξασφαλίσει ότι η προώθησή του αυτή δεν θα επιφέρει επιπλέον κόστος.

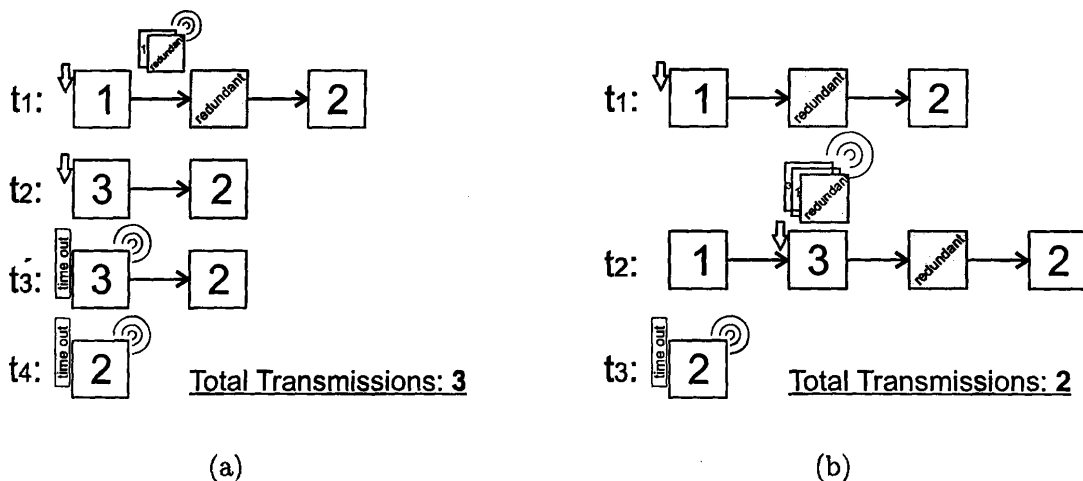


Σχήμα 4.8: Παράδειγμα μείωσης της αξιοπιστίας λόγω της χρήσης *redundant* πακέτων

Η λήψη των *redundant* πακέτων τους πρέπει να διαχωρίζεται από αυτή των άλλων πακέτων για ποικίλους λόγους. Καταρχήν, για τα *redundant* πακέτα ο αλγόριθμος εκπομπής δεν είχε σχεδιάσει την προώθησή τους και επομένως η επιλογή κάποιου συνόλου προώθησης θα ήταν λανθασμένη και θα καταστρατηγούσε τα χαρακτηριστικά του βασικού αλγορίθμου. Επιπλέον, από τη στιγμή που τα *redundant* πακέτα δεν μπορούν να έχουν σύνολο προώθησης πρέπει να υπάρχει κάποιος εναλλακτικός τρόπος περαιτέρω προώθησης αυτών από τους παραλήπτες. Επίσης, τα πακέτα αυτά δεν πρέπει να ενημερώνουν τις δομές αποθήκευσης πληροφοριών που σχετίζονται με το κριτήριο τερματισμού. Η αντίθετη πρακτική μπορεί να έχει ως αποτέλεσμα την εσφαλμένη ακύρωση μελλοντικών προωθήσεων του ίδιου πακέτου οδηγώντας μερικές φορές και σε πλήρη αποτυχία παράδοσης κάποιων πακέτων. Το παρακάτω παράδειγμα αποτελεί ένα δείγμα των προβλημάτων που προκύπτουν αν επιτραπεί η εσφαλμένη ενημέρωση των δομών του κριτηρίου τερματισμού. Όλα τα πακέτα που διακινούνται στο παράδειγμα του σχήματος 4.8 αποτελούν αντίγραφα του ίδιου πακέτου *a* ή είναι κωδικοποιημένα και έχουν ενσωματωμένο το πακέτο αυτό. Σε κάθε περίπτωση, στόχος του παραδείγματος είναι η παράδοση μόνο του αρχικού πακέτου σε όλους τους κόμβους. Έστω, λοιπόν, ότι ο κόμβος 1 έχει επιλεγεί ως κόμβος προώθησης του πακέτου *a* από τον αλγόριθμο GSC ενώ αντίθετα ο κόμβος 2 όχι. Επιπλέον, ο κόμβος 3 βρίσκεται στην εμβέλεια και των δύο κόμβων και δεν είναι ενημερωμένος για την ύπαρξη του *a*. Υπό κανονικές συνθήκες, ο κόμβος 3 θα λάμβανε το πακέτο *a* από τον κόμβο 1 και θα το προωθούσε επιτυχώς στο υπόλοιπο δίκτυο. Όμως, με την εισαγωγή των *redundant* πακέτων ο κόμβος 2 μπορεί να προωθήσει το πακέτο *a* κωδικοποιημένο ως *redundant*. Στο σενάριο του σχήματος 4.8 η προώθηση αυτή πραγματοποιείται τη χρονική στιγμή t_1 και προηγείται της κανονικής προώθησης του πακέτου *a* από τον κόμβο 1. Ο κόμβος 3 λαμβάνοντας το



πακέτο a , ως redundant και για πρώτη φορά, θα αναζητήσει ευκαιρίες να στείλει ξανά το πακέτο αυτό ως redundant. Βέβαια αυτή η διαδικασία μπορεί να προωθήσει το πακέτο, όπως και γίνεται στο παράδειγμα, μπορεί όμως και όχι. Σε αυτό το σημείο βρίσκεται και το πιο σημαντικό ζήτημα στον αλγόριθμο NOB-CR. Αν ενημερωθούν τα κριτήρια τερματισμού, τότε όλες οι επόμενες εμφανίσεις του πακέτου a στον κόμβο 3 απλά θα απορριφθούν. Επομένως, τη χρονική στιγμή t_3 το κανονικό πακέτο που προέρχεται από τον κόμβο 1 που περιέχει ένα σωστό σύνολο προώθησης θα απορριφθεί εσφαλμένα. Με αυτό τον τρόπο, η μετάβαση του πακέτου a στο μονοπάτι των λευκών κόμβων αφήνεται εξ' ολοκλήρου στη διαδικασία αποστολής redundant πακέτων. Η διαδικασία αυτή ωστόσο δεν εγγυάται 100% την εκπομπή του πακέτου a κατά μήκος του μονοπατιού του δικτύου, με αποτέλεσμα να υπάρχουν κόμβοι που δεν θα ενημερωθούν ποτέ για το πακέτο αυτό. Επιπρόσθετα, αν υποθέσουμε ότι ο κόμβος 3 αποτελεί τη μόνη σύνδεση του μονοπατιού αυτού με το υπόλοιπο δίκτυο, τότε θα προκληθεί σημαντική μείωση του ποσοστού επιτυχούς παράδοσης του αλγορίθμου.



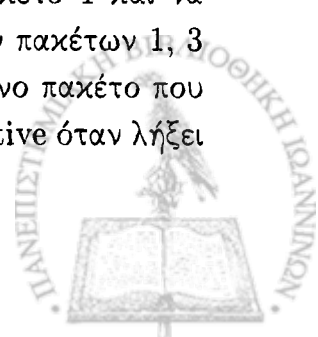
Σχήμα 4.9: Παράδειγμα κωδικοποίησης με redundant πακέτα: (a) κωδικοποίηση χωρίς περιορισμούς και (b) προτεινόμενη λύση

Επιστρέφοντας στο διάγραμμα ροής του σχήματος 4.7, επακόλουθο της λήψης ενός πακέτου είναι η εισαγωγή του στη λίστα προώθησης είτε ως κανονικό είτε μαρκαρισμένο ως redundant. Ωστόσο, η προσθήκη redundant πακέτων στη λίστα προώθησης δημιουργεί νέα προβλήματα που χρήζουν λύσης. Επισημαίνεται ότι βασική αρχή της ύπαρξης των redundant πακέτων είναι να μην επιφέρουν επιπλέον κόστος στον αλγόριθμο εκπομπής. Επομένως, αν ο αλγόριθμος εύρεσης ευκαιριών κωδικοποίησης παραμείνει ο ίδιος υπάρχει η πιθανότητα κάποιο redundant πακέτο να συνδυαστεί με ένα συνηθισμένο πακέτο. Αν και δεν είναι ευδιάκριτο το ενδεχόμενο αυτό μπορεί να οδηγήσει σε μείωση του κέρδους κωδικοποίησης. Τέτοιες κωδικοποιήσεις προκαλούν την απομάκρυνση του native πακέτου από τη λίστα προώθησης, γεγονός που ακυρώνει μελλοντικές κωδικοποιήσεις που θα γινόταν ανάμεσα σε συνηθισμένα πακέτα. Έτσι, το συνολικό αποτέλεσμα είναι κάποια συνηθισμένα πακέτα να προωθούνται ως native, αφού η ευκαιρία κωδικοποίησής τους χάθηκε. Με αυτό τον



τρόπο αυξάνεται ο συνολικός αριθμός προωθήσεων του αλγορίθμου εκπομπής. Πρέπει να σημειωθεί ότι αν παραμείνει αμετάβλητος ο αλγόριθμος εύρεσης ευκαιριών κωδικοποίησης τότε η κωδικοποίηση ανάμεσα σε native και redundant πακέτα θα είναι αρκετά συχνή. Αυτό οφείλεται στο γεγονός ότι για ένα redundant πακέτο που λαμβάνεται από έναν κόμβο ο αλγόριθμος εκπομπής έχει μεριμνήσει έτσι ώστε όλοι οι γείτονες του κόμβου να είναι ενήμεροι για το πακέτο αυτό (αυτός είναι και ο λόγος για τον οποίο δεν επιλέχθηκε στο σύνολο προώθησής του). Αν ο αλγόριθμος εκπομπής έχει επιτυχία τότε τα redundant πακέτα θα είναι σε θέση να συνδυαστούν με οποιοδήποτε άλλο πακέτο, αφού το αποτέλεσμα θα μπορεί να αποκωδικοποιηθεί πάντα από όλους τους γείτονες. Για να γίνει κατανοητή η προηγούμενη επιχειρηματολογία, το σχήμα 4.9(a) παρουσιάζει μια περίπτωση που επιφέρει αυξημένο συνολικό αριθμό προωθήσεων. Έστω λοιπόν ότι στη λίστα προώθησης τη χρονική στιγμή t_1 , που λαμβάνεται το native πακέτο 1, βρίσκονται ένα redundant πακέτο και το native πακέτο 2. Αμέσως, θα εκτελεστεί ο αλγόριθμος εύρεσης ευκαιριών κωδικοποίησης που θα υποδείξει ότι το redundant πακέτο με το πακέτο 1 μπορούν να συνδυαστούν. Αν επιτραπεί ο συνδυασμός αυτός τα πακέτα θα σταλούν απευθείας στο υποεπίπεδο προσπέλασης μέσου ως ένα κωδικοποιημένο πακέτο προς αποστολή. Στη συνέχεια, τη χρονική στιγμή t_2 παραλαμβάνεται το πακέτο 3, το οποίο υπό κανονικές συνθήκες θα μπορούσε να συνδυαστεί με το πακέτο 1. Ωστόσο, εκείνη τη στιγμή στη λίστα προώθησης βρίσκεται μόνο το πακέτο 2. Έστω, λοιπόν ότι δεν υπάρχουν άλλες αφίξεις πακέτων στον κόμβο και ότι τα πακέτα 3 και 2 απλά αναμένουν τη λήξη του χρόνου αναμονής τους. Έτσι, τις χρονικές στιγμές t_3 και t_4 έχουμε τη λήξη των χρόνων αναμονής των πακέτων 3 και 2 αντίστοιχα, τα οποία αποστέλλονται ως native. Παρατηρώντας το συνολικό αριθμό των προωθήσεων που πραγματοποιήθηκαν και είναι 3, διαπιστώνεται ότι το όφελος της μιας κωδικοποιημένης εκπομπής που πραγματοποιήθηκε δεν επιφέρει καμία μείωση στον αριθμό των προωθήσεων. Την ίδια ακριβώς απόδοση θα πετύχαινε και ο παραδοσιακός αλγόριθμος εκπομπής PDP.

Τη λύση στο παραπάνω πρόβλημα δίνει ο αλγόριθμος εύρεσης ευκαιριών κωδικοποίησης που προτείνεται για τον NOB-CR (Αλγ. 8). Σύμφωνα με τον αλγόριθμο αυτό τα redundant πακέτα συμμετέχουν στην εύρεση κωδικοποίησης μόνο στην περίπτωση που ήδη έχει βρεθεί κωδικοποίηση ανάμεσα σε τουλάχιστον δύο native πακέτα. Με αυτό τον τρόπο αποφεύγεται η αρνητική επίδραση των redundant πακέτων στο συνολικό αριθμό των προωθήσεων. Με βάση τον προτεινόμενο αλγόριθμο το παράδειγμα του σχήματος 4.9(a) μετατρέπεται σε αυτό του σχήματος 4.9(b). Τη χρονική στιγμή t_1 , κατά την άφιξη του πακέτου 1 και την εκτέλεση του αλγορίθμου εύρεσης ευκαιριών κωδικοποίησης δεν πραγματοποιείται συνδυασμός των πακέτων redundant με το πακέτο 1. Αυτό συμβαίνει διότι ο νέος περιορισμός καθιστά αναγκαία την ύπαρξη κωδικοποίησης μεταξύ τουλάχιστον δύο native πακέτων για τη συμμετοχή του redundant πακέτου στο συνδυασμό. Η παραμονή στη λίστα προώθησης όλων των πακέτων έχει θετικά αποτελέσματα τη χρονική στιγμή t_2 . Εκείνη τη στιγμή φτάνει το πακέτο 3 που μπορεί να συνδυαστεί με το πακέτο 1 και να ακυρώσει το νέο περιορισμό. Το αποτέλεσμα είναι ο συνδυασμός των τριών πακέτων 1, 3 και redundant και η αποστολή τους ως ένα κωδικοποιημένο πακέτο. Το μόνο πακέτο που απομένει στη λίστα προώθησης είναι το πακέτο 2, το οποίο εκπέμπεται ως native όταν λήξει



το διάστημα παραμονής του τη χρονική στιγμή t_3 . Άμεσο αποτέλεσμα του νέου αλγορίθμου εύρεσης ευκαιριών κωδικοποίησης είναι η μείωση του συνολικού αριθμού των προωθήσεων.

input : Forwarding Queue, timeout

output: The encoding vector

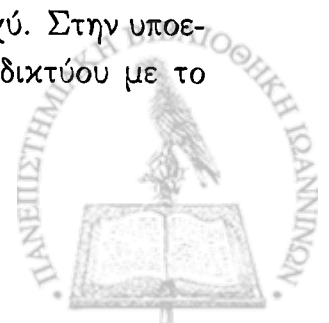
```
1 Pick Packet  $p$  at the head of the Forwarding Queue;
2  $B = p$ ;
3 foreach remaining packet  $q$  in the Queue do
4   if ( $q.redundant \ \&\& \ B.size == 1 \ \&\& \ !timeout$ ) then
5     continue;
6   foreach neighbor  $u$  do
7     if  $cannotdecode(p \oplus q)$  then
8       goto line 11;
9    $B = B \cup q$ ;
10   $p = p \oplus q$ ;
11  continue;
12 return B;
```

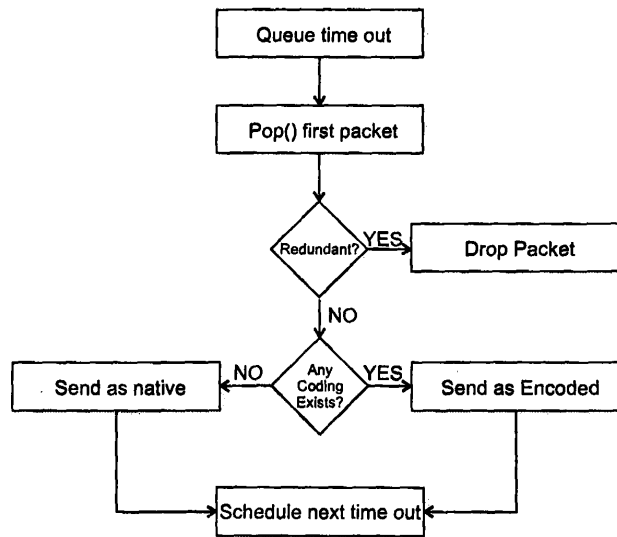
Αλγόριθμος 8: Αλγόριθμος εύρεσης ευκαιριών κωδικοποίησης του NOB-CR

Οι αρνητικές επιπτώσεις της κωδικοποίησης ενός redundant με ένα native πακέτο δεν ισχύουν όταν λήγει ο χρόνος αναμονής κάποιου πακέτου στην λίστα προώθησης. Σύμφωνα με όσα συζητήθηκαν στην υποενότητα 3.3.4, στην περίπτωση αυτή γίνεται μια τελευταία προσπάθεια εύρεσης κωδικοποίησης. Στην περίπτωση που δεν βρεθεί κάποια δυνατότητα κωδικοποίησης το πακέτο στέλνεται ως native. Ωστόσο, όταν υπάρχουν redundant πακέτα υπάρχουν μεγάλες πιθανότητες να εντοπιστεί κωδικοποίηση ανάμεσα σε αυτά και στο πακέτο που απομακρύνεται από τη λίστα προώθησης. Ο NOB-CR εκμεταλλεύεται τις περιπτώσεις αυτές και μεταδίδει redundant πακέτα χωρίς επιπρόσθετο κόστος. Έτσι, στον αλγόριθμο 8, η περίπτωση αυτή δηλώνεται με τη μεταβλητή time out η οποία όταν έχει την τιμή true επιτρέπει στα redundant πακέτα να συμμετέχουν στην εύρεση κωδικοποίησης χωρίς περιορισμούς. Από την άλλη, αν το πακέτο του οποίου λήγει ο χρόνος αναμονής είναι ένα redundant πακέτο τότε απλά απορρίπτεται (σχ. 4.10).

4.4 Ο αλγόριθμος Lightweight NOB-CR

Όλοι οι αλγόριθμοι εκπομπής με κωδικοποίηση δικτύου που μελετήθηκαν μέχρι στιγμής έχουν υψηλές ανάγκες σε πόρους και κυρίως σε μνήμη και υπολογιστική ισχύ. Στην υποενότητα αυτή εισάγεται ένας νέος αλγόριθμος εκπομπής με κωδικοποίηση δικτύου με το όνομα *Lightweight NOB-CR* που στοχεύει στην εξοικονόμηση πόρων.





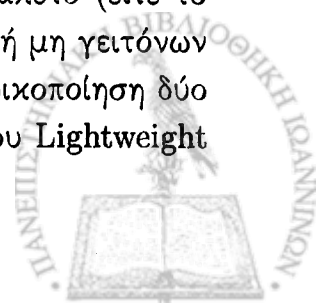
Σχήμα 4.10: Διάγραμμα ροής δεδομένων του NOB-CR κατά την απομάκρυνση ενός πακέτου από τη λίστα προώθησης

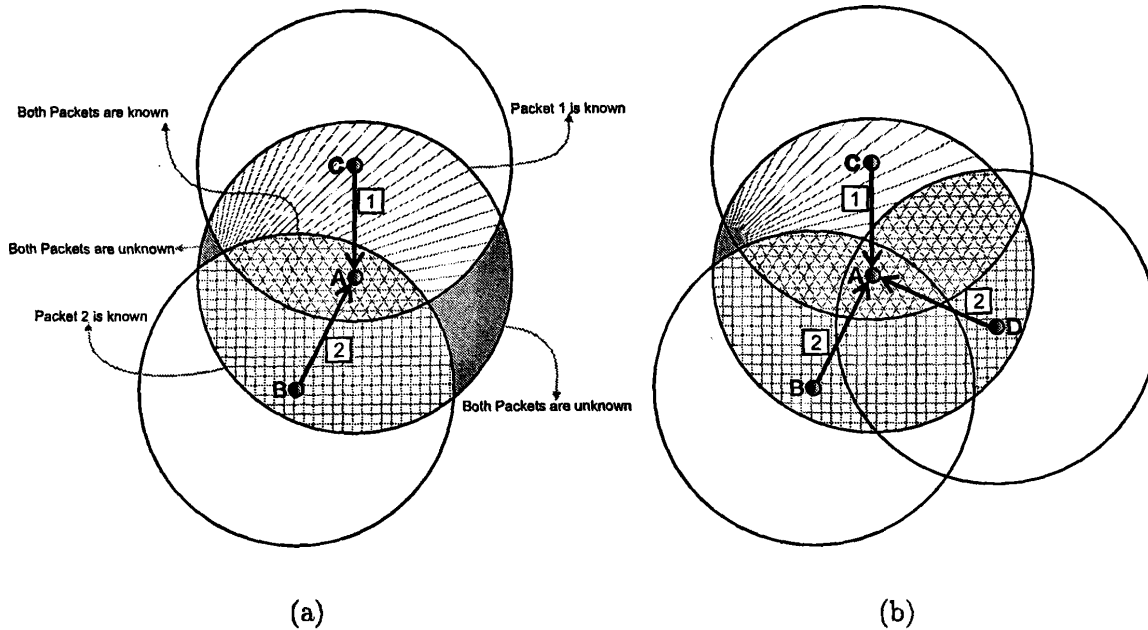
Ο αλγόριθμος εύρεσης ευκαιριών κωδικοποίησης του Lightweight NOB-CR αλλάζει τον τρόπο με τον οποίο δίνεται η απάντηση για το αν ένα δοθέν σύνολο πακέτων είναι δυνατόν να κωδικοποιηθεί. Μέχρι στιγμής ο αλγόριθμος του CodeB-Like έδινε αυτή την απάντηση αναζητώντας για κάθε γείτονα ενός άλματος ποια πακέτα έχει λάβει. Οι πληροφορίες, σχετικά με το ποια πακέτα γνωρίζουν οι γείτονες βρίσκονται στον πίνακα αποδοχής. Επομένως, για Y πακέτα και N γείτονες ενός άλματος ο αλγόριθμος του CodeB-Like χρειάζεται χρόνο της τάξης $O(S \times N \times Y)$ (υπ. 3.3.2). Υπενθυμίζεται ότι το S αντιπροσωπεύει το μέγεθος του πίνακα αποδοχής.

Στο σχήμα 4.11(a), παρουσιάζεται η λήψη των πακέτων 1 και 2 από τον κόμβο A . Όταν γίνεται η αποστολή αυτών των πακέτων, από τους κόμβους C και B αντίστοιχα, υποθέτουμε ότι όλοι οι κόμβοι που βρίσκονται στην εμβέλειά τους θα τα ακούσουν. Το αποτέλεσμα αυτών των δύο λήψεων είναι ο διαχωρισμός της περιοχής της εμβέλειας του κόμβου A στις παρακάτω τέσσερις περιοχές, όπως διακρίνεται και στο σχήμα.

1. Περιοχή στην οποία είναι γνωστό το πακέτο 1.
2. Περιοχή στην οποία είναι γνωστό το πακέτο 2.
3. Περιοχή στην οποία είναι γνωστά και τα δύο πακέτα.
4. Περιοχή στην οποία και τα δύο πακέτα είναι άγνωστα.

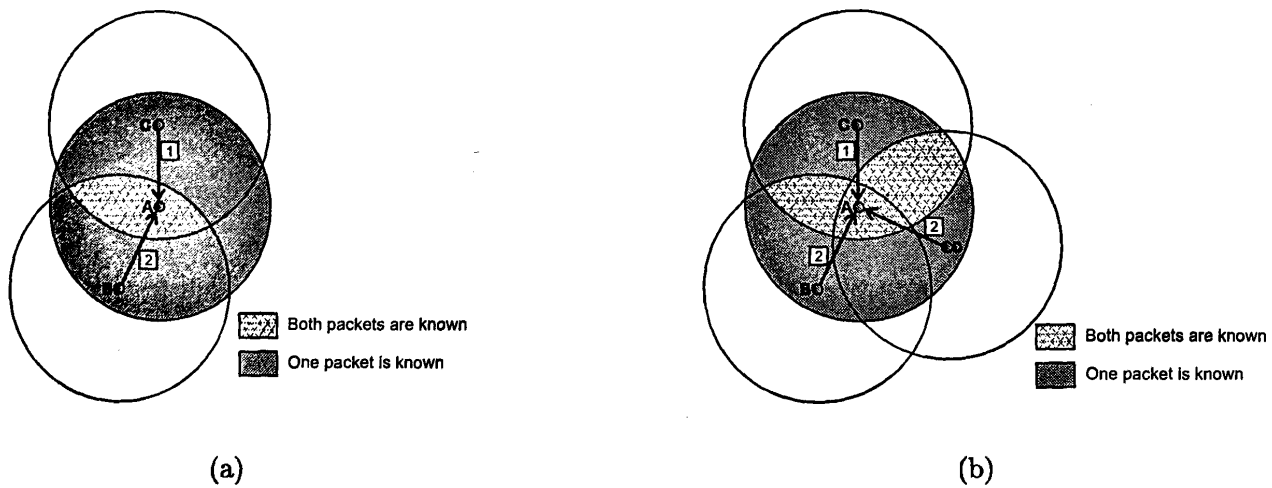
Προκειμένου να είναι εφικτή η κωδικοποίηση των πακέτων 1 και 2 πρέπει στην περιοχή της κατηγορίας 4 να μην βρίσκεται κανένας γείτονας ενός άλματος του κόμβου A . Σε όλες τις άλλες περιοχές κάθε γείτονας θα έχει ακούσει τουλάχιστον ένα πακέτο (είτε το 1 είτε το 2) και θα έχει τη δυνατότητα αποκωδικοποίησης. Η γνώση ύπαρξης ή μη γειτόνων ενός άλματος είναι αρκετή για να αποφασίσει ο εκάστοτε κόμβος αν η κωδικοποίηση δύο πακέτων είναι εφικτή. Αυτή είναι σε γενικές γραμμές η βασική πολιτική του Lightweight





Σχήμα 4.11: Διαχωρισμός της περιοχής εμβέλειας ενός κόμβου που (a) έλαβε τα πακέτα 1 και 2 (b) έλαβε, επιπλέον, διπλότυπο του πακέτου 2

NOB-CR, η οποία εύκολα μπορεί να επεκταθεί και για περισσότερα από δύο πακέτα. Όλες οι πληροφορίες σχετικά με το ποιοι κόμβοι δέχτηκαν το πακέτο κατά την αποστολή του από upstream κόμβους βρίσκεται αποθηκευμένη στον πίνακα αποδοχής.



Σχήμα 4.12: Περιοχή που πρέπει να καλυφθεί για συνδυασμό τριών πακέτων (a) χωρίς να έχει προηγηθεί λήψη διπλοτύπου (b) με προηγούμενη λήψη διπλοτύπου

Μια περίπτωση που χρήζει αναφοράς είναι η ανανέωση των κόμβων που έλαβαν κάποιο πακέτο. Η περίπτωση αυτή συμβαίνει κατά τη λήψη ενός διπλοτύπου όσο το πρώτο αντίγραφο αναμένει στη λίστα προώθησης. Το σχήμα 4.11(b) παρουσιάζει αυτή την περίπτωση η οποία αναδεικνύει και τη μεγάλη σημασία των διπλοτύπων. Όπως φαίνεται και στο σχήμα, η

λήψη του διπλοτύπου του πακέτου 2 προκαλεί μία σμίχρυνση της περιοχής 4, περιοχή στην οποία κανένα από τα πακέτα δεν είναι γνωστό. Το αποτέλεσμα είναι μια μεγάλη αύξηση της πιθανότητας εύρεσης κωδικοποίησης, καθώς μειώνοντας την περιοχή 4 μειώνεται και η αντίστοιχη πιθανότητα να βρισκείται κάποιος κόμβος σε αυτή.

input : Forwarding Queue

output: The encoding vector

```

1 Pick Packet  $p$  at the head of the Forwarding Queue;
2  $B \leftarrow p$ ;
3 Get my Neighbor Set  $N(v)$ ;
4  $T \leftarrow \text{RecTable.row}(p)$ ;
5  $C \leftarrow N(v) - T$ ;
6 foreach remaining packet  $q$  in the Queue do
7    $N \leftarrow \text{RecTable.row}(q)$ ;
8    $R \leftarrow C - N$ ;
9   if ( $R = \emptyset$ ) then
10     $T \leftarrow T \cap N$ ;
11     $C \leftarrow N(v) - T$ ;
12     $B \leftarrow B \cup q$ ;
13     $p \leftarrow p \oplus q$ ;
14 return B;

```

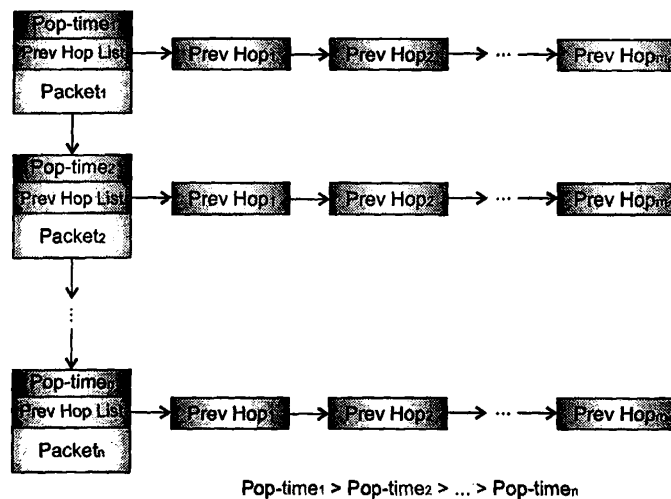
Αλγόριθμος 9: Αλγόριθμος εύρεσης ευκαιριών κωδικοποίησης του *Lightweight NOB-CR*

Ο αλγόριθμος 9 παρουσιάζει την τεχνική εύρεσης ευκαιριών κωδικοποίησης του *Lightweight NOB-CR*. Αρχικά, ο αλγόριθμος εξετάζει δύο πακέτα όπως στο παράδειγμα 4.11. Οι γείτονες ενός άλματος που έχουν δεχθεί είτε ένα από τα δύο είτε και τα δύο πακέτα αφαιρούνται από το σύνολο όλων των γειτόνων ενός άλματος. Σε περίπτωση που το αποτέλεσμα αυτής της αφαίρεσης είναι κενό τα δύο πακέτα μπορούν να συνδυαστούν. Στη συνέχεια, ο αλγόριθμος κάνει προσπάθεια εύρεσης περισσότερων πακέτων για συνδυασμό. Για το σκοπό αυτό υπολογίζονται όλοι οι κόμβοι που έχουν δεχθεί και τα δύο πακέτα (Αλγ. 9, γρ. 10), οι οποίοι και αφαιρούνται από το σύνολο των γειτόνων ενός άλματος του κόμβου που εκτελεί τον αλγόριθμο. Η αφαίρεση αυτή θα δώσει ως αποτέλεσμα όλους εκείνους τους γείτονες ενός άλματος οι οποίοι γνωρίζουν μόνο ένα από τα δύο πακέτα που συνδυάστηκαν. Κατ' επέκταση, το επόμενο πακέτο που θα εξεταστεί από την λίστα προώθησης πρέπει να είναι γνωστό σε αυτούς τους γείτονες. Το παράδειγμα του σχήματος 4.12, ως επέκταση του αντίστοιχου του σχήματος 4.11, δείχνει την περιοχή που πρέπει να καλύψει ένα νέο πακέτο για να υπάρξει επιτυχής συνδυασμός τριών πακέτων. Για ακόμη μια φορά αποδεικνύεται το όφελος που προέρχεται από τη λήψη διπλοτύπων (σχ. 4.12(b)). Στην περίπτωση αυτή η περιοχή που πρέπει να καλύψει το τρίτο πακέτο είναι κατά πολύ μικρότερη. Τέλος, επισή-



μναιεται ότι ο αλγόριθμος συνεχίζει την έρευνα για περαιτέρω συνδυασμούς εκτελώντας τα ίδια βήματα έως ότου εξεταστούν όλα τα πακέτα που βρίσκονται στη λίστα προώθησης.

Μια άλλη αξιοσημείωτη πτυχή του Lightweight NOB-CR είναι η δυνατότητά του να λειτουργεί χωρίς την υποστήριξη του πίνακα αποδοχής. Αυτό έχει σημαντικά οφέλη στα MANETs όπου οι κόμβοι διαθέτουν περιορισμένους πόρους σε μνήμη. Για τη λειτουργία τους μπορούν να χρησιμοποιήσουν τις πληροφορίες που είναι αποθηκευμένες στον πίνακα γειτνίασης και περιέχουν την εικόνα του δικτύου τα τελευταία δευτερόλεπτα. Το χρονικό διάστημα αυτό εξαρτάται άμεσα από το ρυθμό αποστολής των hello μηνυμάτων και είναι της τάξης μερικών δευτερολέπτων. Αντίθετα, κάθε πακέτο εισάγεται στη λίστα προώθησης για ένα χρονικό διάστημα της τάξης χιλιοστών του δευτερολέπτου. Για το λόγο αυτό αναμένεται ο Lightweight NOB-CR να μην έχει ιδιαίτερες απώλειες όσον αφορά την εικόνα του δικτύου. Όποτε απαιτείται για κάποιο πακέτο η λίστα των κόμβων που το έχουν λάβει είναι αρκετή η αντιγραφή από τη λίστα γειτνίασης όλων των γειτόνων του κόμβου που έστειλε το πακέτο.



Σχήμα 4.13: Αλλαγή του Lightweight NOB-CR στη δομή αναπαράστασης της Λίστας Προώθησης

Όπως είδαμε παραπάνω, βασικό ρόλο παίζει και η λήψη των διπλοτύπων καθώς αυξάνει την πιθανότητα κωδικοποίησης. Για την ενσωμάτωση αυτού του χαρακτηριστικού στον Lightweight NOB-CR πραγματοποιήθηκαν κάποιες αλλαγές στη λίστα προώθησης. Έτσι, όπως φαίνεται στο σχήμα 4.13, προστέθηκε ένα νέο πεδίο υπό τη μορφή συνδεδεμένης λίστας. Στη λίστα αυτή διατηρούνται οι διευθύνσεις IP γειτονικών κόμβων που απέστειλαν το πακέτο που αναμένει για προώθηση. Κάθε φορά που κάποιος κόμβος χρειάζεται πληροφορίες σχετικά με το ποιοι γείτονες γνωρίζουν ένα συγκεκριμένο πακέτο απλά αντιγράφει από τον πίνακα γειτνίασης όλα τα BitMap των γειτονικών κόμβων που το έστειλαν. Στη συνέχεια, πραγματοποιώντας την ένωση αυτών των BitMap έχει στη διάθεσή του την αναγκαία πληροφορία. Ο ψευδοκώδικας της τεχνικής αυτής παρουσιάζεται στον αλγόριθμο 10.



Σε αυτό το σημείο γίνεται μια σύντομη ανάλυση του κόστους σε πόρους του αλγορίθμου Lightweight NOB-CR. Όσον αφορά τη χρήση της μνήμης κάθε κόμβου, ο Lightweight NOB-CR είναι αποδοτικότερος από όλους τους άλλους αλγορίθμους. Αυτό οφείλεται στην εύρυθμη λειτουργία του χωρίς τον πίνακα αποδοχής καθώς και την ανάγκη αποθήκευσης πολύ λιγότερων πληροφοριών. Η χωρική πολυπλοκότητα του αλγορίθμου για τη διατήρηση των αναγκαίων πληροφοριών είναι $O(K \times U)$, με το K να συμβολίζει τα πακέτα που αναμένουν στη λίστα προώθησης και το U το μέσο αριθμό των upstream κόμβων που έστειλαν ένα από αυτά τα πακέτα. Υπενθυμίζεται ότι η χωρική πολυπλοκότητα του πίνακα αποδοχής αντιστοιχεί σε $O(S \times N)$, με το S να συμβολίζει το σύνολο των πακέτων του πίνακα αποδοχής και το N τον αριθμό των κόμβων του δικτύου. Εύκολα συμπεραίνεται ότι ισχύει $K \ll S$ καθώς επίσης και $U \ll N$. Όσον αφορά το υπολογιστικό κόστος του αλγορίθμου εύρεσης ευκαιριών κωδικοποίησης του Lightweight NOB-CR για δύο πακέτα είναι της τάξης $O(2 \times N \times U + N)$. Το κόστος αυτό αντιπροσωπεύει αρχικά το σχηματισμό του συνόλου των κόμβων που γνωρίζουν τα δύο πακέτα και υπολογίζεται αντιγράφοντας από τον πίνακα γειτνίασης τις πληροφορίες των U upstream κόμβων. Επιλέον, στο παραπάνω κόστος συνυπολογίζεται και η αφαίρεση του συνόλου των κόμβων που γνωρίζει ένα εκ των δύο πακέτων από τη γειτονιά του κόμβου που εξετάζει για ευκαιρίες κωδικοποίησης. Τέλος, στην περίπτωση που εξετάζονται Y πακέτα για κωδικοποίηση το κόστος του αλγορίθμου είναι $O(2 \times N \times U_Y + N \times Y)$. Το κόστος αυτό αποτελείται από τη δημιουργία του συνόλου των κόμβων που έχει λάβει το Y οστό πακέτο, του συνόλου των κόμβων που γνωρίζουν όλα τα $Y - 1$ πακέτα (Αλγ. 9, γρ. 10) και τέλος την αφαίρεση της ένωσής τους από τη γειτονιά του κόμβου που εκτελεί τον αλγόριθμο.

input : Neighbor Table NBR, Packet p , Previous Hop List

output: Reception List for Packet p

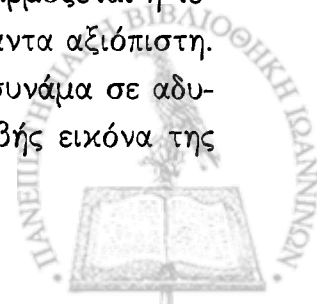
```

1  $N \leftarrow \emptyset$ ;
2 foreach remaining Previous Hop Node  $q$  in the List do
3    $T \leftarrow \text{NBR.get}(q)$ ;
4    $N \leftarrow N \cup T$ ;
5 return  $N$ ;

```

Αλγόριθμος 10: Αλγόριθμος εύρεσης ενημερωμένων γειτόνων του πακέτου p του Lightweight NOB-CR

Τέλος, τονίζεται για ακόμη μια φορά ότι ο Lightweight NOB-CR έχει τη δυνατότητα να λειτουργήσει είτε με είτε χωρίς τον πίνακα αποδοχής. Ο δεύτερος τρόπος λειτουργίας εστιάζει στη διατήρηση της χρησιμοποιούμενης μνήμης σε φυσιολογικά επίπεδα και είναι απαραίτητος όταν υπάρχουν κόμβοι που στερούνται των αναγκαίων πόρων. Στον αντίποδα όμως, αναμένεται χαμηλότερη απόδοση του Lightweight NOB-CR όταν εφαρμόζεται η τεχνική χωρίς πίνακα αποδοχής. Αυτό στην εικόνα της γειτονιάς που είναι πάντα αξιόπιστη. Το γεγονός αυτό μπορεί να οδηγήσει σε εσφαλμένες κωδικοποιήσεις και συνάμα σε αδυναμία αποκωδικοποίησης στους εκάστοτε παραλήπτες. Επίσης, η μη ακριβής εικόνα της



γειτονιάς μπορεί να αποτρέψει την εύρεση ορισμένων κωδικοποιήσεων, αυξάνοντας με αυτόν τον τρόπο τις προωθήσεις των πακέτων και μειώνοντας την αξιοπιστία του αλγορίθμου εκπομπής. Ωστόσο, όπως αναφέρθηκε προηγουμένως το χρονικό διάστημα παραμονής των πακέτων στη λίστα αναμονής είναι πολύ μικρότερο από το χρονικό διάστημα ανάμεσα σε δύο Hello μηνύματα. Γι' αυτό το λόγο αναμένεται από τον Lightweight NOB-CR να μην έχει σημαντικές απώλειες στην εφαρμογή της κωδικοποίησης. Αυτό επιβεβαιώνεται και από τα αναλυτικά πειράματα που πραγματοποιήθηκαν στο κεφάλαιο 5.



ΚΕΦΑΛΑΙΟ 5

ΑΞΙΟΛΟΓΗΣΗ ΑΛΓΟΡΙΘΜΩΝ ΕΚΠΟΜΠΗΣ

5.1 Περιβάλλον Προσομοίωσης

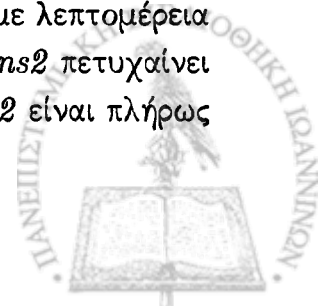
5.2 Μεθοδολογία Αξιολόγησης Αλγορίθμων

5.3 Αποτελέσματα και Σχολιασμός

Η θεωρητική ανάλυση των αλγορίθμων δικτύωσης των MANET είναι ανέφικτη λόγω της πολυπλοκότητας που παρουσιάζεται στη μοντελοποίηση των ιδιαίτερων χαρακτηριστικών τους. Για το λόγο αυτό η τεχνική της προσομοίωσης χρησιμοποιείται ευρέως από την επιστημονική κοινότητα, ώστε να μελετηθεί αναλυτικά ο τρόπος λειτουργίας και η απόδοση αλγορίθμων δικτύωσης σε δίκτυα MANET διαφόρων χαρακτηριστικών. Στα πλαίσια της διατριβής αυτής πραγματοποιήθηκε μια προσομοιωτική μελέτη των προτεινόμενων αλγορίθμων και η σύγκρισή τους με τον αλγόριθμο CodeB, ο οποίος ουσιαστικά είναι ο μοναδικός που συνδυάζει την κωδικοποίηση δικτύου με αλγορίθμους της γενιάς DP. Στο πρώτο τμήμα του κεφαλαίου αυτού περιγράφεται το εργαλείο προσομοίωσης που χρησιμοποιήθηκε, καθώς και το μοντέλο δικτύου στο οποίο πραγματοποιήθηκαν οι προσομοιώσεις. Στο δεύτερο τμήμα του κεφαλαίου ακολουθούν τα πειραματικά αποτελέσματα των προσομοιώσεων που πραγματοποιήθηκαν για την αξιολόγηση των προτεινόμενων αλγορίθμων. Τα αποτελέσματα αυτά συνοδεύονται από εκτενή σχολιασμό και ανάλυση της συμπεριφοράς των αλγορίθμων.

5.1 Περιβάλλον Προσομοίωσης

Κατά καιρούς έχουν αναπτυχθεί αρκετοί προσομοιωτές εκ των οποίων ο *ns2* (Network Simulator) [34] είναι το πιο ευρέως χρησιμοποιούμενο εργαλείο στην έρευνα για δίκτυα κάθε είδους. Ο *ns2* έχει κατασκευαστεί με τέτοιο τρόπο, ώστε να προσομοιώνει με λεπτομέρεια όλα τα πρωτόκολλα των διαφόρων επιπέδων κατά *OSI*. Για τον λόγο αυτό ο *ns2* πετυχαίνει σε υψηλό βαθμό ρεαλιστική προσομοίωση ενός δικτύου. Ο προσομοιωτής *ns2* είναι πλήρως



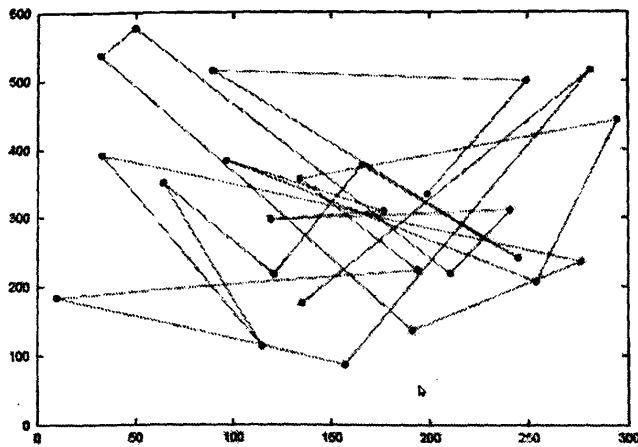
παραμετροποιήσιμος με αποτέλεσμα να είναι δυνατή η μελέτη των αλγόριθμων κάτω από οποιεσδήποτε συνθήκες.

Για την προσομοίωση των MANETs χρησιμοποιήθηκε η επέκταση *CMU* [20] του *ns2*. Η επέκταση *CMU* έχει σχεδιαστεί ώστε να προσομοιώνει τις διαδικασίες που απαιτούνται προκειμένου να είναι δυνατή η ασύρματη επικοινωνία μεταξύ των κόμβων ενός *MANET*. Για παράδειγμα, για την διάδοση του σήματος στο κοινό μέσο έχει υλοποιηθεί το μοντέλο *Two ray Ground* [26] για τις μακρινές αποστάσεις, και το μοντέλο *Friss* [5] για τις κοντινές αποστάσεις. Επίσης, για το δεύτερο επίπεδο κατά *OSI* χρησιμοποιείται το πρωτόκολλο *IEEE 802.11* [16]. Περισσότερες πληροφορίες σχετικά με την λειτουργία της επέκτασης *CMU* υπάρχουν στο [20].

Το δικτυακό μοντέλο ενός *MANET* που χρησιμοποιήθηκε για την αξιολόγηση των αλγόριθμων αποτελείται από ένα σύνολο N κόμβων που κινούνται σε μια επίπεδη παραλληλόγραμμη περιοχή, διάστασης X επί Y . Κάθε κόμβος χαρακτηρίζεται από ακτίνα επικοινωνίας R και κινείται με μέγιστη ταχύτητα s . Το μοντέλο κίνησης των κόμβων που χρησιμοποιήθηκε είναι το ευρέως χρησιμοποιούμενο *RWP* (Random Way Point) [45]. Στο μοντέλο αυτό κάθε κόμβος επιλέγει τυχαία ένα σημείο στην περιοχή κίνησης ως σημείο προορισμού. Επίσης, διαλέγει την ταχύτητα με την οποία θα κινηθεί προς το σημείο αυτό. Η επιλογή της ταχύτητας γίνεται ομοιόμορφα από το διάστημα $[0, s]$. Αφού φτάσει στον προορισμό του, ο κόμβος σταματά για ορισμένο χρονικό διάστημα που επιλέγεται ομοιόμορφα από το διάστημα $[0, p]$. Ένα παράδειγμα διαδρομής που ακολουθεί ένας κόμβος που χρησιμοποιεί το μοντέλο *RWP* φαίνεται στο σχήμα 5.1. Έρευνες που πραγματοποιήθηκαν σχετικά με το μοντέλο κίνησης *RWP* [45] απέδειξαν ότι η συμπεριφορά ενός τέτοιου δικτύου μπορεί να χωριστεί χρονικά σε δύο στάδια. Στο πρώτο στάδιο, ο αριθμός των γειτόνων που έχουν οι κόμβοι υφίσταται μεγάλες μεταβολές. Η διάρκεια του σταδίου αυτού είναι περίπου 600 δευτερόλεπτα, μετά το πέρας των οποίων ο αριθμός των γειτόνων κάθε κόμβου σταθεροποιείται και λέγεται ότι το δίκτυο φτάνει σε κατάσταση *ισορροπίας* (steady state). Έτσι για την προσομοίωση της κίνησης ενός *MANET* θα πρέπει να λαμβάνονται υπόψιν μόνο οι χρονικές στιγμές όπου το δίκτυο βρίσκεται σε κατάσταση *ισορροπίας*. Για την αντιμετώπιση του προβλήματος αυτού τα σενάρια κίνησης παρήχθησαν με χρήση του μοντέλου *τέλειας προσομοίωσης* (Perfect Simulation) που προτείνεται στην εργασία [17]. Το μοντέλο *Perfect Simulation* δημιουργεί σενάρια κίνησης αφαιρώντας το χρονικό διάστημα του πρώτου σταδίου, το οποίο δεν αντιπροσωπεύει την συμπεριφορά των *MANETs*. Ο κώδικας για την κατασκευή σεναρίων τέλειας προσομοίωσης είναι διαθέσιμος στο διαδίκτυο [1].

Η στρατηγική που εφαρμόζεται ώστε ένας κόμβος να αποκτήσει πληροφορίες για την γειτονιά του είναι κοινή για όλους τους αλγόριθμους. Συγκεκριμένα, όλοι οι κόμβοι του δικτύου μεταδίδουν πακέτα ενημέρωσης (Hello messages) ανά διαστήματα t_H (Hello interval) δευτερολέπτων. Κάθε κόμβος χρησιμοποιεί τα hello μηνύματα που λαμβάνει για να αποθηκεύσει τους κόμβους που ανήκουν στην γειτονιά του στον πίνακα γειτνίασης. Ένα hello μήνυμα μπορεί επίσης να περιέχει εγγραφές για κάθε γείτονα του αποστολέα. Επομένως, ένας κόμβος u θεωρεί ότι ένας κόμβος v είναι γείτονας του αν λάβει από τον v ένα hello μήνυμα, ενώ





Σχήμα 5.1: Παράδειγμα διαδρομής κόμβου που ακολουθεί το μοντέλο RWP

αντίστοιχα θεωρεί ένα κόμβο z , ως γείτονα δύο αλμάτων αν υπάρχει μια εγγραφή γι' αυτόν στο hello μήνυμα του v . Οι εγγραφές του πίνακα γειτνίασης ενός κόμβου ανανεώνονται συνεχώς λόγω των hello μηνυμάτων που λαμβάνει ο κόμβος αυτός. Επιπλέον, η εγγραφή ενός κόμβου v στον πίνακα γειτνίασης ενός κόμβου u θεωρείται άκυρη, δηλαδή κατά τις πληροφορίες του u ο κόμβος v δεν είναι πλέον γείτονάς του, αν μέσα σε διάστημα $2 * t_H$ από τη λήψη της εγγραφής αυτής ο κόμβος u δεν λάβει άλλο πακέτο ενημέρωσης από τον κόμβο v .

Πίνακας 5.1: Πίνακας τιμών των παραμέτρων προσομοίωσης

Χρόνος Προσομοίωσης (Simulation Time T)	900 secs
Αριθμός Επαναλήψεων (Number of Trials)	5
Ακτίνα Εμβέλειας (Transmission Range R)	250 m
Εύρος ζώνης (Bandwidth)	2 Mb/sec
Αριθμός των κόμβων (Number of Nodes N)	80
Μέγιστη ταχύτητα κόμβων στο μοντέλο κίνησης RWP (Maximum Speed s)	1 m/sec
Χρόνος τάσης κόμβων (Pause Time P)	0 secs
Κόμβοι που εκπέμπουν νέα πακέτα (Number of Initiators I)	30
Ρυθμός εκπομπής νέων πακέτων (Traffic Generation Rate)	2 pkts/sec
Μέγεθος πακέτου (Packet Size)	256 bytes
Χρονικό διάστημα μεταξύ πακέτων ενημέρωσης (Hello Interval t_H)	1 sec
Χρονική καθυστέρηση κάθε πακέτου (RAD t_{RAD})	0.2 sec
Μέγεθος δομής Κριτηρίων Τερματισμού	500 pkts
Χρόνος διατήρησης πακέτων στο <i>Packet Pool</i>	1 sec
Χρόνος διατήρησης πληροφοριών στη <i>Λίστα Αποδοχής</i>	1 sec

Ένα σύνολο I κόμβων παράγει την τηλεπικοινωνιακή κίνηση του δικτύου. Συγκεκριμένα, οι κόμβοι αυτοί εκπέμπουν μηνύματα δεδομένων (Data messages) με σκοπό την παράδοσή τους σε όλους τους κόμβους του δικτύου. Οι κόμβοι αυτοί εκπέμπουν μηνύματα με μέσο

Πίνακας 5.2: Πίνακας μεταβαλλόμενων τιμών των παραμέτρων προσομοίωσης

Αριθμός των κόμβων (Number of Nodes N)	60-140
Μέγιστη ταχύτητα κόμβων στο μοντέλο κίνησης RWP (Maximum Speed s)	1-20 m/sec
Ρυθμός εκπομπής νέων πακέτων (Traffic Generation Rate)	0.1-4 pkts/sec
Χρονικό διάστημα μεταξύ πακέτων ενημέρωσης (Hello Interval t_H)	0.5-4 secs
Χρονική καθυστέρηση κάθε πακέτου (RAD t_{RAD})	0.1-0.4 secs

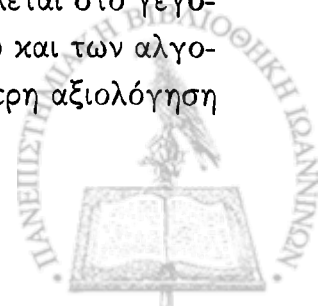
ρυθμό λ μηνύματα ανά δευτερόλεπτο. Επιπλέον, κάθε κόμβος διατηρεί κάθε πακέτο που λαμβάνει για ένα χρονικό διάστημα στη λίστα προώθησης, το οποίο επιλέγεται κάθε φορά από την ομοιόμορφη κατανομή στο διάστημα $[0, t_{RAD}]$. Η καθυστέρηση που εισάγεται σε κάθε άλμα του πακέτου ενεργοποιεί τη δυνατότητα των προτεινόμενων αλγορίθμων να ερευνούν για δυνατότητες κωδικοποίησης ανάμεσα στα πακέτα που αναμένουν για αποστολή. Επίσης συνδράμει στη μείωση της πιθανότητας συγκρούσεων πακέτων από συγχρονισμένες μεταδόσεις γειτονικών κόμβων.

Ο Πίνακας 5.1 παρουσιάζει τις τιμές αναφοράς που χρησιμοποιήθηκαν κατά την εκτέλεση των προσομοιώσεων για όλες τις παραμέτρους. Οι τιμές που αναγράφονται αντιστοιχούν στις περιπτώσεις όπου η παράμετρος δεν μεταβάλλεται κατά τη διάρκεια ενός πειράματος. Στον Πίνακα 5.2, παρουσιάζεται το εύρος τιμών που χρησιμοποιήθηκαν για κάθε παράμετρο, όταν η παράμετρος αυτή μεταβάλλονταν στη διάρκεια ενός από τα πειράματα που θα παρουσιαστούν στη συνέχεια.

Από τις παραμέτρους της προσομοίωσης που παρουσιάστηκαν, το μέγεθος της περιοχής, ο αριθμός των κόμβων και η ακτίνα της εμβέλειας επηρεάζουν το πλήθος των κόμβων που κατά μέσο όρο ανήκουν στην γειτονιά ενός κόμβου, την συνδεσιμότητα του δικτύου και την πιθανότητα κατακερματισμού του δικτύου σε *διαμερίσεις* (network partitions). Η ταχύτητα των κόμβων και ο χρόνος στον οποίο μπορούν να μένουν οι κόμβοι στάσιμοι σε ένα σημείο είναι εξίσου πολύ σημαντικές παράμετροι. Αυτό συμβαίνει διότι επηρεάζουν την ορθότητα των πληροφοριών για την τοπολογία του δικτύου και επομένως την απόδοση των αλγορίθμων εκπομπής. Επιπλέον, η τιμή t_{RAD} επηρεάζει το πλήθος των κωδικοποιήσεων καθώς αντικατοπτρίζει το μέσο χρόνο παραμονής ενός πακέτου στη λίστα προώθησης. Τέλος, το χρονικό διάστημα που μεσολαβεί μεταξύ δύο μεταδόσεων hello μηνυμάτων επηρεάζει την ακρίβεια των πληροφοριών της γειτνίασης που διατηρούν οι κόμβοι.

5.2 Μεθοδολογία Αξιολόγησης Αλγορίθμων

Οι προτεινόμενοι αλγόριθμοι της διατριβής προς αξιολόγηση είναι οι NOB, NOB-CR και Lightweight NOB-CR. Ως βάση της αξιολόγησης χρησιμοποιείται ο CodeB-Like, ο οποίος είναι μια αποδοτική υλοποίηση του CodeB [27]. Η επιλογή του CodeB οφείλεται στο γεγονός ότι αποτελεί τον αποδοτικότερο συνδυασμό της κωδικοποίησης δικτύου και των αλγορίθμων εκπομπής μέχρι στιγμής στα MANET. Επιπλέον, για την πληρέστερη αξιολόγηση



παρουσιάζονται αποτελέσματα και για δύο εκδόσεις του PDP. Επίσης σημειώνεται ότι το PDP αποτελεί εκείνο τον αλγόριθμο που οι προτεινόμενες λύσεις και ο CodeB συνδυάζουν με την κωδικοποίηση δικτύου. Επομένως, μέσω της διαφοράς της απόδοσης των προτεινόμενων λύσεων και του PDP μπορούν να βγουν συμπεράσματα σχετικά με την επιτυχία της κωδικοποίησης δικτύου. Οι δύο εκδόσεις του PDP αντιστοιχούν στα διάφορα κριτήρια τερματισμού που χρησιμοποιούνται και είναι οι PDP M/U και PDP MR/U. Επισημαίνεται ότι ο αλγόριθμος PDP δεν είναι στην απλή του μορφή. Αντίθετα χρησιμοποιεί την τεχνική RAD, η οποία εισάγει τυχαία καθυστέρηση των πακέτων σε κάθε κόμβο. Η καθυστέρηση αυτή κάθε φορά είναι αντίστοιχη με αυτή που χρησιμοποιείται και στους αλγορίθμους με κωδικοποίηση δικτύου. Όλοι οι αλγόριθμοι με κωδικοποίηση δικτύου χρησιμοποιούν εκ φύσεως την τεχνική RAD, με αποτέλεσμα να επωφελούνται από τα πλεονεκτήματά της. Επομένως, κρίνεται ορθότερο να χρησιμοποιηθεί το PDP εμπλουτισμένο με την τεχνική RAD έτσι ώστε να αντικατοπτρίζεται το καθαρό κέρδος της κωδικοποίησης δικτύου.

Η διαδικασία της προσομοίωσης προσφέρει τη δυνατότητα επιλογής διαφόρων κριτηρίων για την αξιολόγηση της απόδοσης των προτεινόμενων αλγορίθμων. Τα κριτήρια αυτά είναι γνωστά ως μετρικές αξιολόγησης και η επιλογή τους παίζει σημαντικό ρόλο στη μέτρηση της απόδοσης των αλγορίθμων. Ακολουθεί η περιγραφή ενός συνόλου μετρικών, οι οποίες χρησιμοποιήθηκαν για την αξιολόγηση των προτεινόμενων αλγορίθμων και τη σύγκριση αυτών με υπάρχουσες τεχνικές.

Αριθμός Προωθήσεων Πακέτων (Number of Forwards)

Η μετρική αυτή αναφέρεται στον αριθμό των κόμβων που προωθούν ένα πακέτο κατά την εκπομπή του. Για παράδειγμα, για έναν αλγόριθμο αν το *Number of forwards* λάβει την τιμή 20 αυτό σημαίνει ότι στις παρούσες συνθήκες δικτύου για κάθε εκπομπή ενός πακέτου χρειάστηκε κατά μέσο όρο 20 κόμβοι να προωθήσουν το πακέτο, ώστε όλοι οι κόμβοι του δικτύου να το παραλάβουν. Η μετρική αυτή έχει μεγάλη σημασία και είναι ενδεικτική της απόδοσης του αλγορίθμου εκπομπής. Αν ένας αλγόριθμος προκαλεί μικρό αριθμό προωθήσεων πακέτων τότε δίνεται η δυνατότητα εξοικονόμησης ενέργειας στους κόμβους του δικτύου καθώς κάθε κόμβος χρειάζεται να μεταδώσει κατά μέσο όρο λίγα πακέτα. Επίσης, ο μικρός αριθμός προωθήσεων πακέτων συνεισφέρει στην εξοικονόμηση εύρους ζώνης του κοινού μέσου και την καλύτερη αξιοποίησή του από τα υπόλοιπα πρωτόκολλα δικτύωσης. Τέλος, στην περίπτωση που η εκτέλεση του αλγορίθμου εκπομπής ολοκληρώνεται με μικρό αριθμό προωθήσεων, μειώνεται η πιθανότητα σύγκρουσης πακέτων και επομένως η απώλειά τους. Ως άμεσο αποτέλεσμα αυξάνεται το ποσοστό επιτυχούς παράδοσης των πακέτων στους κόμβους του δικτύου.

Κέρδος Κωδικοποίησης (Coding Gain)

Η μετρική αυτή, όπως δηλώνει και το όνομά της, αποσκοπεί στην αξιολόγηση του κέρδους που επιφέρει η χρήση της κωδικοποίησης δικτύου. Ορίζεται ως το πηλίκο του αριθμού των προωθήσεων μιας τεχνικής χωρίς κωδικοποίηση δικτύου με τον αντίστοιχο αριθμό όταν χρησιμοποιείται κωδικοποίηση. Σημειώνεται ότι το αποτέλεσμα αυτό είναι πάντα μεγαλύτερο



της μονάδας. Για παράδειγμα, κέρδος κωδικοποίησης 1.2 ενός αλγορίθμου κωδικοποίησης δικτύου σε σχέση με τον αντίστοιχο χωρίς κωδικοποίηση σημαίνει ότι ο αλγόριθμος χωρίς κωδικοποίηση δικτύου απαιτεί 20% παραπάνω προωθήσεις από αυτόν με κωδικοποίηση. Ιδιαίτερης σημασίας αποτελεί η επιλογή του εκάστοτε αλγορίθμου χωρίς κωδικοποίηση με τον οποίο γίνεται η σύγκριση και πρέπει το κέρδος στον αριθμό των προωθήσεων να προέρχεται καθαρά από την κωδικοποίηση. Επίσης, πρέπει να σημειωθεί ότι στα πλαίσια αυτής της διατριβής το κέρδος κωδικοποίησης των αλγορίθμων που χρησιμοποιούν κωδικοποίηση υπολογίζεται με βάση τον αντίστοιχο αλγόριθμο χωρίς κωδικοποίηση που χρησιμοποιεί το ίδιο κριτήριο τερματισμού. Έτσι, ο CodeB-Like διαιρείται με τον PDP M/U, ενώ αντίθετα όλοι οι προτεινόμενοι αλγόριθμοι με τον PDP MR/U. Επιπρόσθετα, τονίζεται ότι και οι δύο αλγόριθμοι της βάσης σύγκρισης PDP M/U και PDP MR/U χρησιμοποιούν την τεχνική RAD, έτσι ώστε να αποφευχθεί ενδεχόμενη αλλοίωση του κέρδους της κωδικοποίησης.

Ποσοστό Επιτυχούς Παράδοσης Πακέτων (Delivery Ratio)

Το ποσοστό επιτυχούς παράδοσης πακέτων ενός αλγορίθμου εκπομπής ορίζεται ως το ποσοστό των κόμβων του δικτύου οι οποίοι κατά μέσο όρο έλαβαν ένα εκπεμπόμενο πακέτο. Αν για παράδειγμα, το *Delivery Ratio* είναι 89% σε ένα δίκτυο με 80 κόμβους, τότε κατά μέσο όρο 71 κόμβοι του δικτύου αυτού λαμβάνουν τα πακέτα που εκπέμπονται. Το ποσοστό επιτυχούς παράδοσης δεν είναι αυτονόητο ότι είναι πάντα 100%. Το γεγονός αυτό οφείλεται στη φύση του ασύρματου μέσου και στους πεπερασμένους πόρους κάθε κόμβου που συμμετέχει σε ένα MANET. Έτσι, ένας αλγόριθμος εκπομπής καλείται να αντιμετωπίσει απώλειες πακέτων που προέρχονται από συγκρούσεις πακέτων κατά τη διάρκεια συγχρονισμένων μεταδόσεων ή από απόρριψη αυτών στις μεγάλες και πεπερασμένες ουρές κόμβων που γίνονται σημεία συμφόρησης. Επιπλέον, ειδικές καταστάσεις του δικτύου, όπως οι διαμερίσεις ανάμεσα σε ομάδες κόμβων, δεν επιτρέπουν εξ' ορισμού την επιτυχή παράδοση σε όλους τους κόμβους του MANET. Το ποσοστό επιτυχούς παράδοσης πακέτων είναι ενδεικτικό της αξιοπιστίας του αλγορίθμου, δηλαδή της ικανότητάς του να παραδώσει το εκπεμπόμενο πακέτο. Υπάρχουν εφαρμογές και πρωτόκολλα δρομολόγησης για τα οποία η υψηλή αξιοπιστία του αλγορίθμου εκπομπής είναι ιδιαίτερα σημαντική.

Μέση Καθυστέρηση (Mean Delay)

Η μέση καθυστέρηση ορίζεται ως ο μέσος χρόνος που απαιτείται ώστε να φτάσει το εκπεμπόμενο πακέτο σε έναν κόμβο του δικτύου. Η μετρική αυτή είναι θεμελιώδης για τους αλγόριθμους που αφορούν λειτουργίες δικτύου καθώς ο χρόνος για την παράδοση των πακέτων είναι ιδιαίτερα σημαντική παράμετρος. Επιπλέον, η καθυστέρηση παίζει σημαντικό ρόλο και στο πεδίο των εφαρμογών, με μικρές καθυστερήσεις να επιτρέπουν την ύπαρξη πολυμεσικών εφαρμογών στα MANET, όπως για παράδειγμα το VoIP (Voice Over IP).

Αριθμός Λαμβανόμενων Διπλοτύπων (Number of Duplicates)



Είναι κατανοητό ότι κάθε κόμβος του MANET μπορεί να λάβει παραπάνω από ένα διπλότυπα του ίδιου πακέτου. Η μετρική αυτή ορίζεται ως ο αριθμός των διπλότυπων ενός πακέτου που λαμβάνει κατά μέσο ένας κόμβος και είναι ενδεικτική της επιβάρυνσης που υφίσταται κάθε κόμβος του MANET. Όσο μεγαλύτερος είναι ο αριθμός των διπλοτύπων, τόσο περισσότερη ενέργεια καταναλώνεται για τη λήψη και την επεξεργασία αυτών.

Συνολικός Αριθμός Σφαλμάτων Αποκωδικοποίησης (Total Decoding Failures)

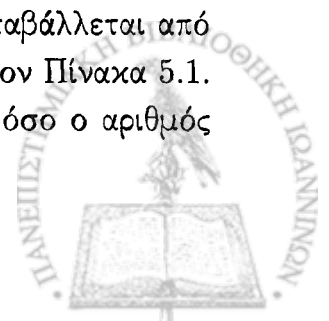
Ο συνολικός αριθμός σφαλμάτων αποκωδικοποίησης είναι η δεύτερη από τις δύο μετρικές που αφορούν αποκλειστικά αλγόριθμους με κωδικοποίηση δικτύου. Όταν γίνεται ένας συνδυασμός πακέτων σε ένα κωδικοποιημένο, κανείς δεν εγγυάται ότι όλοι οι παραλήπτες θα είναι σε θέση να αποκωδικοποιήσουν το πακέτο αυτό ώστε να λάβουν τα πακέτα που περιέχονται. Αυτό συμβαίνει επειδή ο αλγόριθμος εύρεσης ευκαιριών κωδικοποιήσεων στηρίζεται για την κωδικοποίηση σε πληροφορίες που αποκτούνται μέσω του opportunistic listening. Ωστόσο, οι πληροφορίες αυτές δεν απεικονίζουν πάντα σωστά την εικόνα των γειτόνων. Καταστάσεις που συμβάλουν στην αστοχία των πληροφοριών είναι οι περιπτώσεις υψηλής κινητικότητας και ενδεχόμενες συγκρούσεις πακέτων. Η μετρική αυτή ορίζεται ως ο συνολικός αριθμός μη κωδικοποιημένων πακέτων που χάθηκαν λόγω αδυναμίας αποκωδικοποίησης. Ως αποτέλεσμα η μετρική αυτή είναι ενδεικτική του κατά πόσο κάποιος αλγόριθμος εκπομπής με κωδικοποίηση δικτύου πέτυχε στην εύρεση κατάλληλων συνδυασμών πακέτων.

5.3 Αποτελέσματα και Σχολιασμός

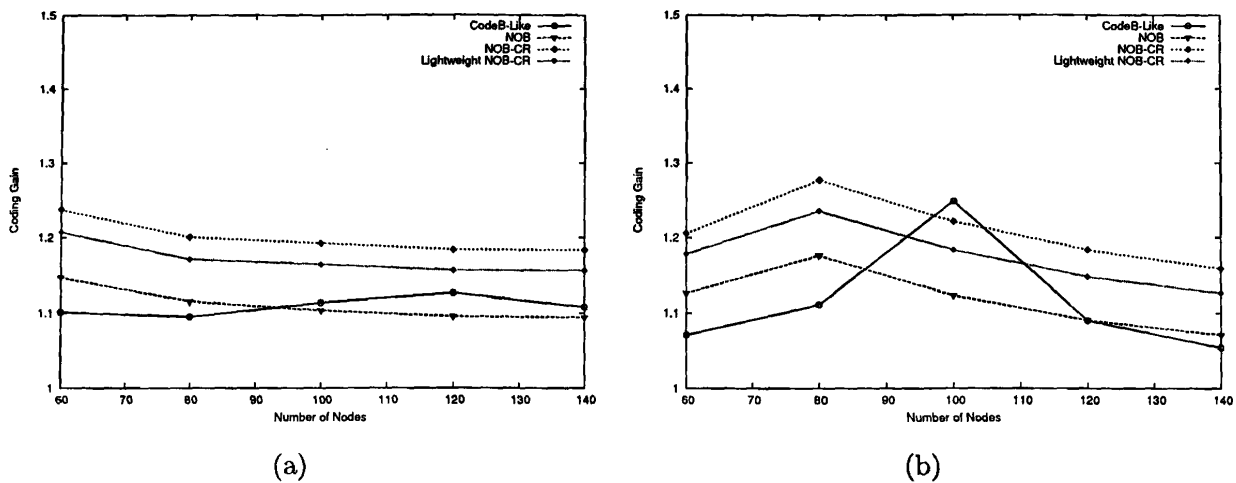
Στην ενότητα αυτή παρουσιάζεται η αξιολόγηση των προτεινόμενων αλγορίθμων εκπομπής με κωδικοποίηση δικτύου. Με τον όρο πυκνότητα υποδηλώνεται ο μέσος αριθμός γειτόνων που έχει κάθε κόμβος που μετέχει στο δίκτυο. Έτσι, γίνεται διαχωρισμός με βάση τη πυκνότητα σε δύο κατηγορίες. Η μια από αυτές είναι τα αραιά δίκτυα που αντιπροσωπεύουν μικρό μέσο αριθμό γειτόνων και έχουν μεγάλη πιθανότητα να παρουσιάσουν διαμερίσεις. Από την άλλη πλευρά, βρίσκονται τα πυκνά δίκτυα με μεγάλο μέσο αριθμό γειτόνων, τα οποία παρουσιάζουν μεγάλη πιθανότητα δημιουργίας συμφόρησης του κοινού μέσου και απώλειας πακέτων λόγω συγκρούσεων. Στα πειράματα που αναλύονται στη συνέχεια υπάρχει ο παραπάνω διαχωρισμός, με κάθε κόμβο ενός αραιού δικτύου να έχει κατά μέσο όρο 15 γείτονες και αντίστοιχα με κάθε κόμβο ενός πυκνού δικτύου να έχει 30.

5.3.1 Επίδραση του Μεγέθους του Δικτύου

Σε αυτή την υποενότητα παρουσιάζεται η επίδραση του μεγέθους του δικτύου (αριθμός των κόμβων) στη λειτουργία των αλγορίθμων εκπομπής. Το πείραμα αυτό μας δίνει τη δυνατότητα να αξιολογήσουμε την απόδοση των προτεινόμενων αλγορίθμων τόσο σε μικρά όσο και σε μεγάλα δίκτυα. Για το σκοπό αυτό το μέγεθος του δικτύου μεταβάλλεται από 60 έως 140 κόμβους, ενώ άλλες παράμετροι λαμβάνουν τιμές σύμφωνα με τον Πίνακα 5.1. Πρέπει να σημειωθεί ότι η περιοχή περιαγωγής των κόμβων μεταβάλλεται όσο ο αριθμός



των κόμβων αλλάζει, έτσι ώστε να διατηρείται ο επιθυμητός μέσος αριθμός γειτόνων για κάθε μέγεθος του δικτύου. Για τον παραπάνω υπολογισμό χρησιμοποιήθηκαν το μοντέλο κατανομής των κόμβων του Random Way Point έτσι όπως προτάθηκε στο [8], καθώς και η τεχνική υπολογισμού του βαθμού γειτνίασης των κόμβων αυτών [6].

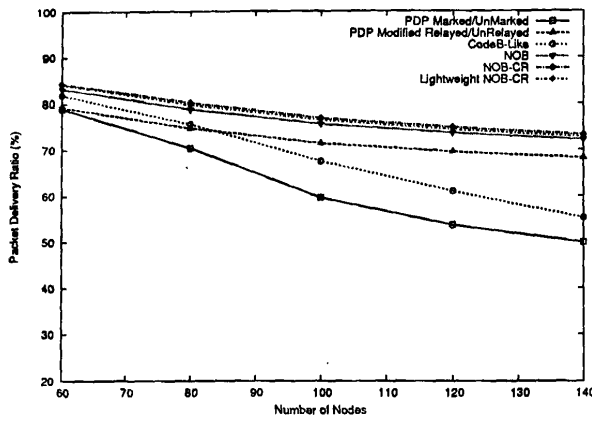


Σχήμα 5.2: Κέρδος της κωδικοποίησης σε διάφορα μεγέθη δικτύου (1 m/s, 2 pkts/s, $t_H=1$ sec, $t_{RAD}=0.2$ secs) (a) αραιή τοπολογία (b) πυκνή τοπολογία

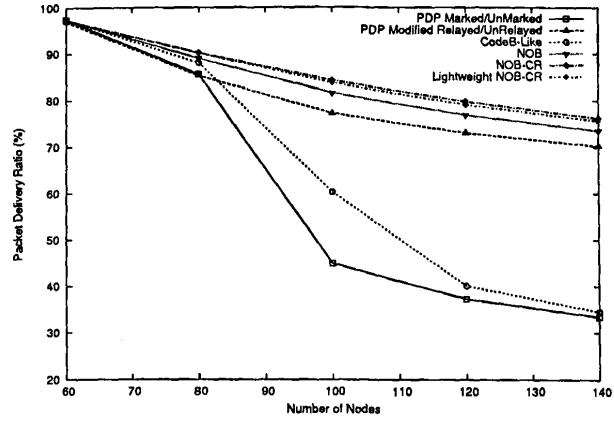
Η εικόνα 5.2 παρουσιάζει το κέρδος κωδικοποίησης. Υπενθυμίζεται ότι το κέρδος αυτό προέρχεται από τη μείωση, μέσω της κωδικοποίησης, του αριθμού των προωθήσεων που δημιουργούνται από έναν αλγόριθμο εκπομπής σε όλους τους κόμβους του δικτύου. Εκ πρώτης όψεως, παρατηρείται μια έντονη διαφορά στη συμπεριφορά των αλγορίθμων όσον αφορά το κέρδος της κωδικοποίησης καθώς αυξάνει το μέγεθος του δικτύου. Οι προτεινόμενοι αλγόριθμοι που βασίζονται στο κριτήριο τερματισμού MR/U παρουσιάζουν μια ομαλή μείωση στο κέρδος της κωδικοποίησης όσο οι κόμβοι του δικτύου αυξάνονται. Αντίθετα, ο CodeB-Like, που βασίζεται στο M/U, εμφανίζει αυξομειώσεις του κέρδους κωδικοποίησης. Η συμπεριφορά αυτή γίνεται πιο έντονη στην περίπτωση του πυκνού δικτύου, όπου παρουσιάζεται μια απότομη αύξηση του κέρδους κωδικοποίησης όταν οι κόμβοι του δικτύου είναι 100, η οποία ακολουθείται από μια απότομη μείωση όταν οι κόμβοι γίνουν 120. Το γεγονός αυτό δίνει την εσφαλμένη εντύπωση ότι το CodeB-Like έχει υπό συνθήκες καλύτερη συμπεριφορά από τους προτεινόμενους αλγορίθμους. Ωστόσο, στην πραγματικότητα η συμπεριφορά αυτή οφείλεται στην κατάρρευσή της ικανότητάς του να παραδώσει επιτυχώς τα πακέτα σε όλους τους κόμβους του δικτύου. Όπως φαίνεται στο σχήμα 5.3, τόσο σε πυκνά όσο και σε αραιά δίκτυα μεγέθους μεγαλύτερου των 80 κόμβων το ποσοστό επιτυχούς παράδοσης μειώνεται με μεγάλο ρυθμό. Η μείωση αυτή φτάνει σε πυκνά δίκτυα των 140 κόμβων στο ιδιαίτερα χαμηλό 35%.

Παράλληλα, ο μέσος αριθμός προωθήσεων αυξάνεται ραγδαία στις περιπτώσεις του CodeB-Like, όπως φαίνεται στο σχήμα 5.4. Ειδικά στην περίπτωση των πυκνών δικτύων ο αριθμός





(a)



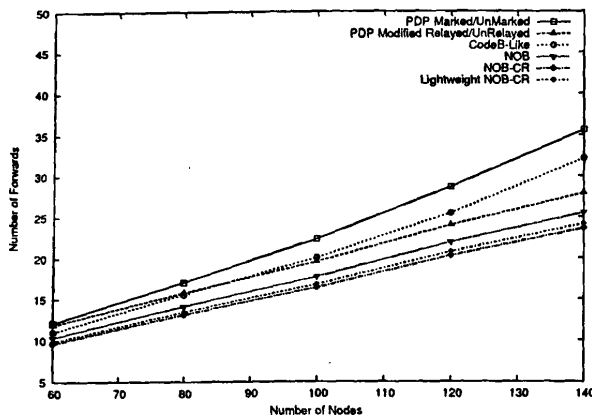
(b)

Σχήμα 5.3: Ποσοστό επιτυχούς παράδοσης σε διάφορα μεγέθη δικτύου (1 m/s, 2 pkts/s, $t_H=1$ sec, $t_{RAD}=0.2$ secs) (a) αραιή τοπολογία (b) πυκνή τοπολογία

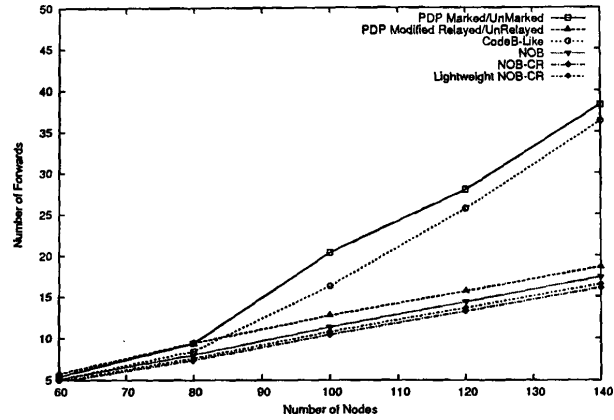
των προωθήσεων του *CodeB-Like* τείνει να γίνει 2.5 φορές μεγαλύτερος από τον αντίστοιχο του *NOB-CR*. Ακριβώς η ίδια τάση παρατηρείται και στον βασικό αλγόριθμο του PDP με το κριτήριο τερματισμού M/U, με την απόδοσή του να είναι χειρότερη από αυτή του *CodeB-Like*. Αυτό αποδεικνύει ότι για την κατάρρευση των δύο αλγορίθμων, σε συνθήκες αυξημένου φόρτου, ευθύνεται η φύση του κριτηρίου M/U. Το γεγονός αυτό θα εξηγηθεί λεπτομερώς στη συνέχεια. Ωστόσο, ο *CodeB-Like* χρησιμοποιώντας την κωδικοποίηση δικτύου είναι σε θέση να αφομοιώσει μερικές προωθήσεις πακέτων. Η επιτυχία του *CodeB-Like* δεν διαρκεί για πολύ καθώς η άσχημη απόδοση του κριτηρίου τερματισμού υπερσχύει, με αποτέλεσμα όσο μεγαλώνει το δίκτυο τόσο αυτός να προσεγγίζει την απόδοση του PDP M/U. Στην παραπάνω προσωρινή επιτυχία του *CodeB-Like* οφείλεται και η αυξομείωση του κέρδους της κωδικοποίησης, το οποίο όπως έχει αναφερθεί είναι ο λόγος των προωθήσεων του PDP M/U ως προς αυτές του *CodeB-Like*. Αυτό έχει σαν αποτέλεσμα ο αριθμός των προωθήσεων του *CodeB-Like* είναι, ως απόλυτος αριθμός, μεγαλύτερος από τον αντίστοιχο των προτεινόμενων αλγορίθμων (σχ. 5.4). Ωστόσο, η αύξηση των προωθήσεων για το *CodeB-Like* προσωρινά δεν ακολουθεί το ρυθμό αύξησης των προωθήσεων στην περίπτωση του PDP M/U. Το γεγονός αυτό του προσδίδει ένα φαινομενικά μεγαλύτερο κέρδος κωδικοποίησης σε σχέση με τις προτεινόμενες λύσεις, των οποίων το κέρδος υπολογίζεται με βάση τον αλγόριθμο PDP MR/U. Ο αλγόριθμος αυτός σε αντίθεση με τον PDP M/U έχει την ευχέρεια, χωρίς τη χρήση της κωδικοποίησης δικτύου, να διατηρεί σε χαμηλότερα επίπεδα τον αριθμό προωθήσεων.

Όπως γίνεται κατανοητό από τα παραπάνω, ο *CodeB-Like* δεν είναι κατάλληλος για μεγάλα δίκτυα. Το κέρδος που έχει από την κωδικοποίηση δικτύου είναι άνευ ουσίας, καθώς αφενός αποτυγχάνει να παραδώσει επιτυχώς τα δεδομένα, αφ' ετέρου οι προωθήσεις που δημιουργεί είναι περισσότερες σε σχέση με τους προτεινόμενους αλγόριθμους. Όπως αναφέρθηκε προηγουμένως, γενεσιουργό αίτιο της απόδοσής του αποτελεί το κριτήριο τερματισμού M/U. Αντίθετα, το MR/U που χρησιμοποιείται από τους προτεινόμενους αλγορίθμους έχει





(a)



(b)

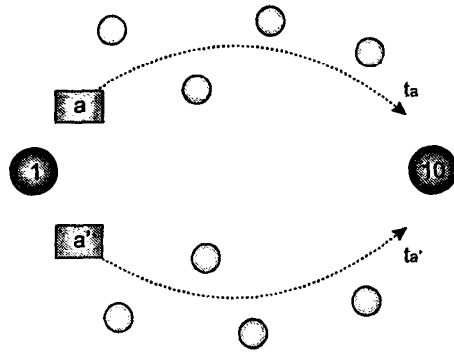
Σχήμα 5.4: Μέσος αριθμός προωθήσεων σε διάφορα μεγέθη δικτύου (1 m/s, 2 pkts/s, $t_H=1$ sec, $t_{RAD}=0.2$ secs) (a) αραιή τοπολογία (b) πυκνή τοπολογία

την ακριβώς αντίθετη συμπεριφορά, γεγονός που το καθιστά και κατάλληλο για δίκτυα με μεγάλο αριθμό κόμβων. Ειδικότερα, το χαρακτηριστικό εκείνο που δίνει το σαφές προβάδισμα στο MR/U είναι ο τρόπος αντιμετώπισης των διπλοτύπων, όταν αυτά φτάνουν σε κάποιον κόμβο με μεγάλη χρονική καθυστέρηση. Σε αυτές τις περιπτώσεις, το M/U αποτυγχάνει να αναγνωρίσει ότι πρόκειται για διπλότυπα και τα προωθεί. Με τον τρόπο αυτό ενισχύει τη συμφόρηση του δικτύου με συνέπεια τη σταδιακή κατάρρευση του αλγορίθμου εκπομπής. Αντίθετα το κριτήριο MR/U αναγνωρίζει τα διπλότυπα και τα απορρίπτει. Η διαφορά στη συμπεριφορά των δύο κριτηρίων τερματισμού εξηγείται αναλυτικά παρακάτω.

Όλα τα κριτήρια τερματισμού χρησιμοποιούν δομές αποθήκευσης σε κάθε κόμβο του MANET, έτσι ώστε να αποθηκεύονται πληροφορίες σχετικά με τα πακέτα που έχουν ληφθεί στο παρελθόν από τον εκάστοτε κόμβο. Αυτός είναι και ο τρόπος εντοπισμού των διπλοτύπων των πακέτων που λαμβάνονται. Ωστόσο, οι παραπάνω δομές έχουν πεπερασμένο μέγεθος λόγω του περιορισμένου μεγέθους μνήμης που προσφέρεται σε κάθε κόμβο. Το γεγονός αυτό επιτάσσει τη διαγραφή πληροφοριών όταν τα όρια της μνήμης αυτής προσεγγιστούν. Σε τέτοιες περιπτώσεις η κοινή πρακτική είναι να διαγράφονται οι παλιότερες πληροφορίες που υπάρχουν στις δομές, οι οποίες έχουν τη μικρότερη πιθανότητα να φανούν χρήσιμες. Παρόλα αυτά, πάντα υπάρχει η πιθανότητα λήψης κάποιου διπλοτύπου ενώ η παλαιότερη εγγραφή του στις δομές έχει διαγραφεί. Για το κριτήριο M/U η λήψη ενός τέτοιου διπλοτύπου σηματοδοτεί μια αναζήτηση στη δομή του για το πακέτο αυτό, ώστε να ανακτηθεί η λίστα των κόμβων που το έχουν λάβει. Σε περίπτωση που η αναζήτηση αποτύχει το πακέτο θεωρείται ως νέο και εφελμένα προωθείται προκαλώντας πλεονάζουσες προωθήσεις. Από την άλλη μεριά το κριτήριο MR/U είναι σε θέση, μέσω του ακολουθιακού αριθμού του πακέτου, να εντοπίσει ότι το πακέτο είναι διπλότυπο. Στη συνέχεια σύμφωνα με την στρατηγική του να μην προωθεί πακέτα που έχουν ξαναληφθεί απορρίπτει το πακέτο ως διπλότυπο. Οι πλεονάζουσες προωθήσεις διπλοτύπων του M/U δημιουργούν συμφόρηση



στο δίκτυο και αύξηση του αριθμού των συγκρούσεων των πακέτων με άμεση συνέπεια την απώλεια πακέτων και την αδυναμία παράδοσής τους σε όλους τους κόμβους.

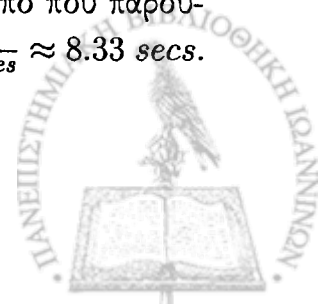


Σχήμα 5.5: Παράδειγμα παράδοσης διπλοτύπων από διαφορετικά μονοπάτια

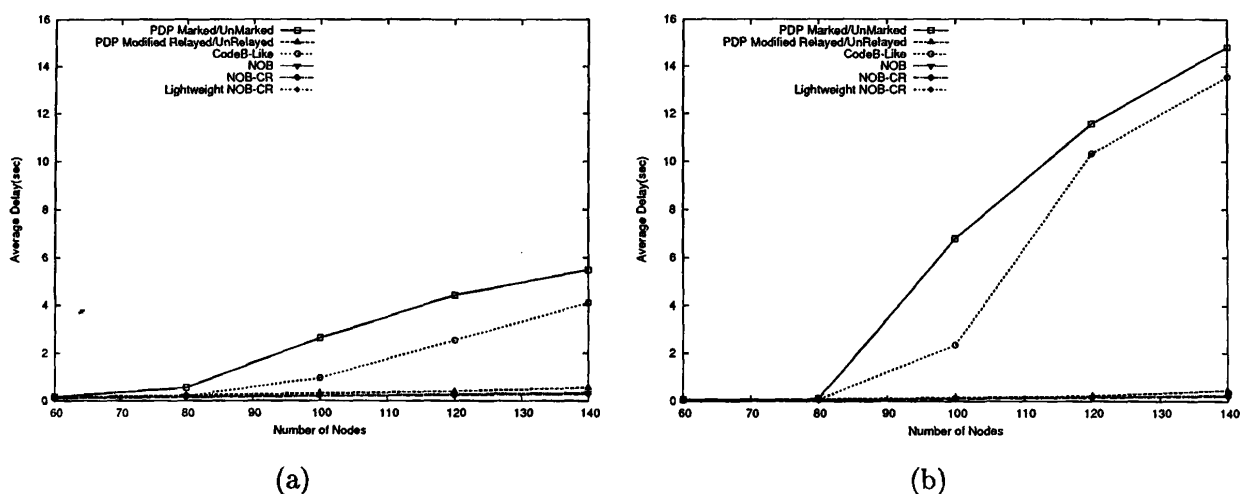
Βασικό ρόλο στην εμφάνιση περιπτώσεων αποτυχίας του κριτηρίου M/U παίζουν το μέγεθος της δομής κριτηρίου, ο ρυθμός άφιξης νέων πακέτων και η χρονική καθυστέρηση ανάμεσα σε δύο διπλότυπα (*delay jitter*). Έτσι, για να συμβεί το κακό σενάριο για το κριτήριο M/U, που περιγράφηκε στην παραπάνω παράγραφο, θα πρέπει το *delay jitter* να είναι μεγαλύτερο από το χρόνο που επιτρέπεται στο πρώτο διπλότυπο να παραμείνει στη δομή και προσεγγίζεται από τον παρακάτω τύπο.

$$\frac{\text{Data Structure Size}}{\text{Arrival Rate of new Packets}}$$

Στα πειράματα αυτής της υποενότητας, οι αλγόριθμοι εκπομπής που χρησιμοποιούν το M/U ως κριτήριο τερματισμού παρουσιάζουν όλο και χαμηλότερη απόδοση όσο αυξάνεται το μέγεθος του δικτύου (σχ. 5.3, 5.4). Η τάση αυτή οφείλεται στο μεγάλο *delay jitter* μεταξύ διπλοτύπων που παρουσιάζεται σε μεγάλα δίκτυα, το οποίο προκαλεί την αποτυχία του M/U. Κατά την εκπομπή ενός πακέτου και την προώθηση από τους ενδιαμέσους κόμβους δημιουργούνται διπλότυπα του πακέτου τα οποία ακολουθούν διαφορετικά μονοπάτια για να φτάσουν σε ένα ίδιο σύνολο κόμβων του δικτύου. Ένα τέτοιο παράδειγμα παρουσιάζεται στο σχήμα 5.5, όπου τα πακέτα *a* και *a'* εκπέμπονται από τον κόμβο 1 και φτάνουν στον κόμβο 10 χρησιμοποιώντας δύο διαφορετικά μονοπάτια. Σε κάθε ενδιάμεσο κόμβο κάθε πακέτο παραμένει κάποιο τυχαίο χρονικό διάστημα t_{RAD} , όπως δηλώνει η τεχνική *RAD*. Το αποτέλεσμα αυτής της τυχαίας παραμονής είναι η συνολική καθυστέρηση μεταξύ των δύο διπλοτύπων να είναι διαφορετική, όπως γίνεται και στο παράδειγμά μας όπου τα πακέτα *a* και *a'* παραδίδονται στον κόμβο 10 σε t_a και t'_a secs αντίστοιχα. Επομένως, το *delay jitter* που ισοδυναμεί με $|t_a - t'_a|$ για τα πακέτα του παραδείγματος πρέπει να είναι μικρότερο του χρόνου που θα παραμείνει η εγγραφή του πρώτου διπλοτύπου που φτάσει στον κόμβο 10. Για τις παραμέτρους του πειράματός μας και σύμφωνα με τον προσεγγιστικό τύπο που παρουσιάστηκε, ο χρόνος παραμονής μιας εγγραφής είναι ίσος με $\frac{500 \text{ packets}}{2 \text{ pkts/sec} * 30 \text{ sources}} \approx 8.33 \text{ secs}$.

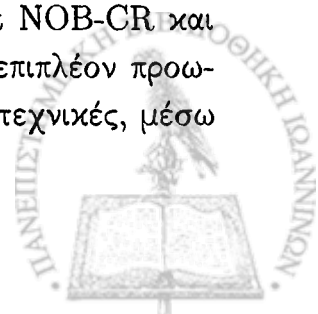


Επιπλέον, όσο μεγαλώνει ο αριθμός των κόμβων ενός δικτύου κάθε διπλότυπο που προωθείται χρειάζεται όλο και περισσότερα άλματα για να παραδοθεί σε όλους τους κόμβους. Τα περισσότερα άλματα επιφέρουν και μεγαλύτερη καθυστέρηση, η οποία αυξάνει ακόμα περισσότερο το delay jitter ανάμεσα στα δύο διπλότυπα. Διαισθητικά οι μεγάλες τιμές του delay jitter στους αλγορίθμους εκπομπής με κριτήριο το M/U μπορούν να επιβεβαιωθούν στο σχήμα 5.6, όπου παρουσιάζεται η μέση καθυστέρηση παράδοσης. Ένας άλλος παράγοντας που επηρεάζει το delay jitter είναι η πυκνότητα του δικτύου. Στα πυκνά δίκτυα οι τιμές του delay jitter μεταξύ διπλοτύπων είναι μεγαλύτερες, με αποτέλεσμα το κριτήριο M/U να αποτυγχάνει ακόμη περισσότερες φορές. Εκείνο το χαρακτηριστικό των πυκνών δικτύων που προκαλεί μεγάλο delay jitter μεταξύ των διπλοτύπων είναι η ύπαρξη πολλαπλών μονοπατιών στο δίκτυο. Αυτά τα πολλαπλά μονοπάτια του δικτύου παρουσιάζουν διαφορετικό φόρτο, με αποτέλεσμα τα πακέτα που τα χρησιμοποιούν να υφίστανται διαφορετικές καθυστερήσεις. Το σχήμα 5.4(b) επιβεβαιώνει την αστοχία των M/U σε πυκνά δίκτυα.



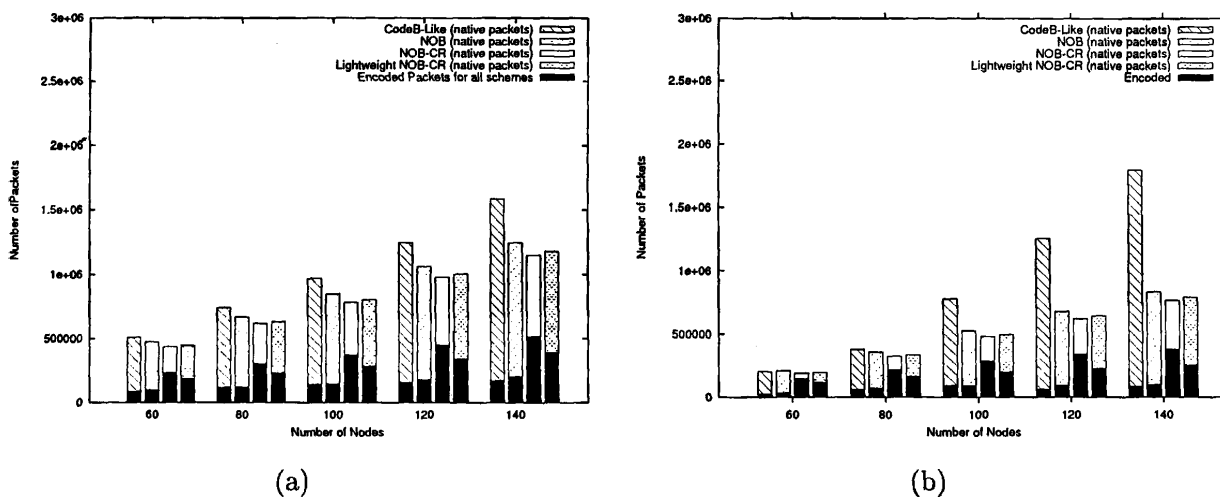
Σχήμα 5.6: Μέση καθυστέρηση παράδοσης ενός πακέτου σε διάφορα μεγέθη δικτύου (1 m/s, 2 pkts/s, $t_H=1$ sec, $t_{RAD}=0.2$ secs) (a) αραιή τοπολογία (b) πυκνή τοπολογία

Οι προτεινόμενοι αλγόριθμοι χρησιμοποιώντας ως κριτήριο τερματισμού το MR/U αποφεύγουν την αστοχία του M/U και παρουσιάζουν μια πολύ καλή συνολική απόδοση τόσο σε αραιά όσο και σε πυκνά δίκτυα. Η χρήση της κωδικοποίησης δικτύου από τους αλγορίθμους αυτούς εκτός από τη μείωση των προωθήσεων (σχ. 5.4) βελτιώνει και την παράδοση των πακέτων μέχρι και 8% (σχ. 5.3). Το ίδιο καλή είναι και η μέση καθυστέρηση παράδοσης για τους προτεινόμενους αλγορίθμους, οι οποίοι είναι καλύτεροι από το PDP MR/U (σχ. 5.6). Αυτό είναι αποτέλεσμα της πρόωρης αποστολής πακέτων ως κωδικοποιημένα που αποτρέπει την επιπλέον αναμονή τους στη λίστα προώθησης έως ότου λήξει ο χρόνος παραμονής τους. Έτσι, ο αλγόριθμος NOB-CR είναι αυτός που πετυχαίνει τους μικρότερους χρόνους καθυστέρησης, καθώς είναι αυτός που πραγματοποιεί τις περισσότερες κωδικοποιήσεις. Αξιοσημείωτο είναι το γεγονός ότι οι Lightweight NOB-CR και NOB-CR επιτυγχάνουν και τον ενδιάμεσο στόχο τους να μην επιφέρουν επιπλέον προωθήσεις στο δίκτυο, σε σχέση με αυτές του NOB που επεκτείνουν. Οι δύο τεχνικές, μέσω



της αποστολής κωδικοποιημένων διπλοτύπων, συμβάλουν στην επιπρόσθετη ενημέρωση της εικόνας που έχουν οι παραλήπτες σχετικά με τα πακέτα που γνωρίζει η γειτονιά τους. Οι πρόσθετες αυτές πληροφορίες ενεργοποιούν επιπλέον κωδικοποιήσεις πακέτων, καθένα από τα οποία στην περίπτωση του NOB θα έπρεπε να προωθηθεί ως μη κωδικοποιημένο. Οι περιπτώσεις αυτές επιφέρουν μια αισθητή μείωση του μέσου αριθμού προωθήσεων για ένα πακέτο στους NOB-CR και Lightweight NOB-CR. Το κέρδος κωδικοποίησης (σχ. 5.2) του NOB-CR είναι το μεγαλύτερο και αγγίζει το 1.27 και το 1.24 για πυκνά και αραιά δίκτυα αντίστοιχα.

Στο σχήμα 5.7 παρουσιάζεται ο συνολικός αριθμός των πακέτων που μεταδόθηκαν κατά τη διάρκεια των 900 secs του πειράματος καθώς και το είδος τους (κωδικοποιημένα, μη κωδικοποιημένα). Ενώ, στο σχήμα 5.8 εμφανίζεται ο μέσος αριθμός των διπλοτύπων ανά πακέτο. Και οι δύο μετρικές επιβεβαιώνουν τη ραγδαία αύξηση των προωθήσεων του CodeB-Like όσο το δίκτυο μεγαλώνει και ιδιαίτερα στην περίπτωση του πυκνού δικτύου. Αντίθετα, όλοι οι προτεινόμενοι αλγόριθμοι που χρησιμοποιούν το κριτήριο MR/U επιτυγχάνουν να συγκρατήσουν το πλήθος των πακέτων που μεταδόθηκαν αλλά και των διπλοτύπων σε λογικά επίπεδα.

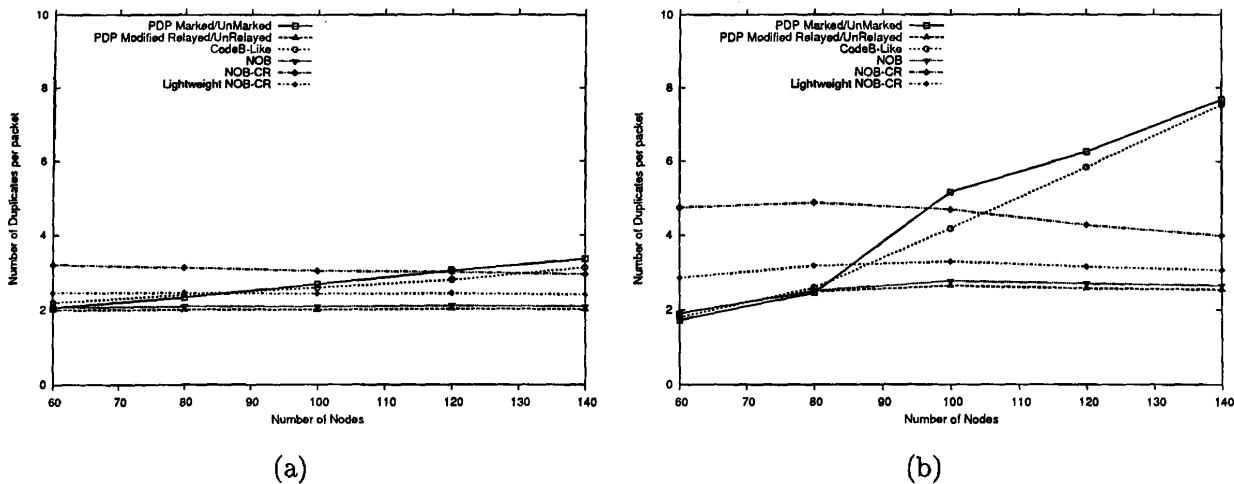


Σχήμα 5.7: Συνολικός αριθμός πακέτων που εκπέμπονται σε διάφορα μεγέθη δικτύου (1 m/s, 2 pkts/s, $t_H=1$ sec, $t_{RAD}=0.2$ secs) (a) αραιή τοπολογία (b) πυκνή τοπολογία

Στο σχήμα 5.7 απεικονίζεται και ο αριθμός των κωδικοποιημένων πακέτων που πραγματοποιήθηκαν συνολικά για κάθε προτεινόμενο αλγόριθμο. Όσο το μέγεθος του δικτύου μεγαλώνει, τόσο αυξάνονται και οι προωθήσεις των πακέτων λόγω της ανάγκης περισσότερων αλμάτων για να φτάσει κάθε πακέτο στα άκρα του δικτύου. Επιπλέον, η αύξηση των προωθήσεων δημιουργεί περισσότερα πακέτα που διακινούνται στο δίκτυο, γεγονός που επιφέρει και περισσότερες κωδικοποιήσεις. Όπως είναι αναμενόμενο ο NOB-CR και ο Lightweight NOB-CR πραγματοποιούν περισσότερες κωδικοποιήσεις, συνδυάζοντας συμβατικά πακέτα και διπλότυπα χωρίς επιπλέον επιβάρυνση υπό τη μορφή προωθήσεων (σχ.



5.4). Το αποτέλεσμα των περισσότερων κωδικοποιήσεων είναι η εμφάνιση περισσότερων διπλοτύπων, όπως φαίνεται στο σχήμα 5.8. Με αυτό τον τρόπο επιτυγχάνεται ο στόχος της αξιοπιστίας των δύο αλγορίθμων, αφού έχουν τις δύο καλύτερες επιδόσεις στο ποσοστό παράδοσης πακέτων του σχήματος 5.3. Ο Lightweight NOB-CR μπορεί να έχει συνολική απόδοση χαμηλότερη από την αντίστοιχη του NOB-CR, αλλά υπενθυμίζεται ότι οι απαιτήσεις του σε μνήμη και σε υπολογιστική ισχύ παραμένουν χαμηλές σε σχέση με αυτές του NOB-CR, NOB και του CodeB-Like.



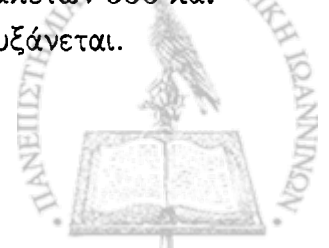
Σχήμα 5.8: Μέσος αριθμός διπλοτύπων ανά πακέτο σε διάφορα μεγέθη δικτύου (1 m/s, 2 pkts/s, $t_H=1$ sec, $t_{RAD}=0.2$ secs) (a) αραιή τοπολογία (b) πυκνή τοπολογία

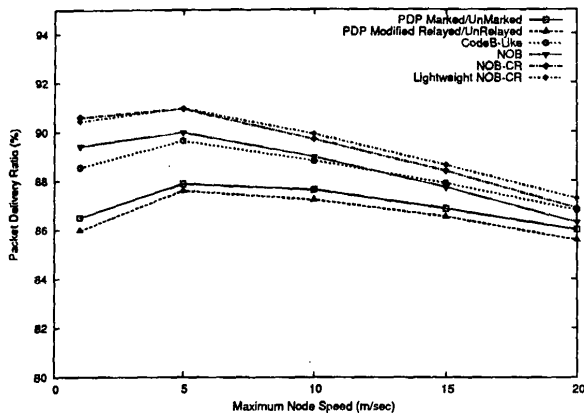
5.3.2 Ανθεκτικότητα στην Κινητικότητα

Σημαντικό ρόλο στην αξιολόγηση αλγορίθμων εκπομπής που χρησιμοποιούν πληροφορίες γειτνίασης παίζει η απόδοσή τους κάτω από συνθήκες υψηλής μεταβλητότητας του δικτύου. Αυτό είναι και το αντικείμενο αυτής της υποενοότητας που ερευνά την απόδοση των προτεινόμενων αλγορίθμων σε σχέση με (i) την ταχύτητα των κόμβων που σχηματίζουν το δίκτυο, και (ii) το χρονικό διάστημα μεταξύ των πακέτων ενημέρωσης (Hello Interval), το οποίο αντιπροσωπεύει το ρυθμό ανανέωσης της πληροφορίας σχετικά με την τοπολογία του δικτύου.

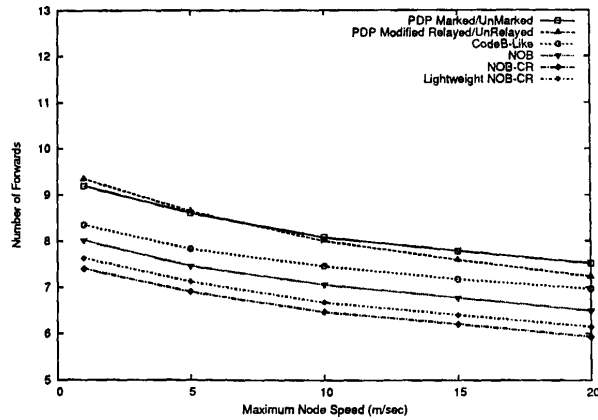
Αντίκτυπο της ταχύτητας των κόμβων

Η ταχύτητα των κόμβων που μετέχουν στο δίκτυο επηρεάζει άμεσα την τοπολογία του, η οποία αλλάζει όλο και πιο συχνά όσο η ταχύτητα των κόμβων αυξάνεται. Το αποτέλεσμα των συνεχών αλλαγών επηρεάζει σημαντικά τον πίνακα γειτνίασης κάθε κόμβου, ο οποίος σε υψηλές ταχύτητες αδυνατεί να διατηρήσει σωστά την εικόνα της τοπολογίας. Οι επιπτώσεις είναι άμεσες όσον αφορά τη λειτουργία του GSC αλλά και έμμεσες στις δομές που διατηρούν τις πληροφορίες που επιτρέπουν την κωδικοποίηση δικτύου (π.χ. πίνακας αποδοχής). Έτσι λοιπόν, είναι λογικό η απόδοση των αλγορίθμων τόσο στην παράδοση των πακέτων όσο και στην κωδικοποίησή τους να μειώνεται όσο η μέση ταχύτητα των κόμβων αυξάνεται.





(a)

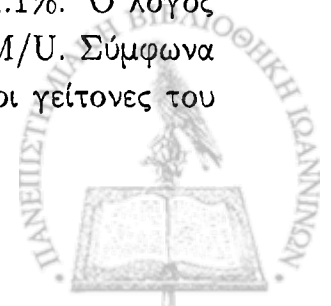


(b)

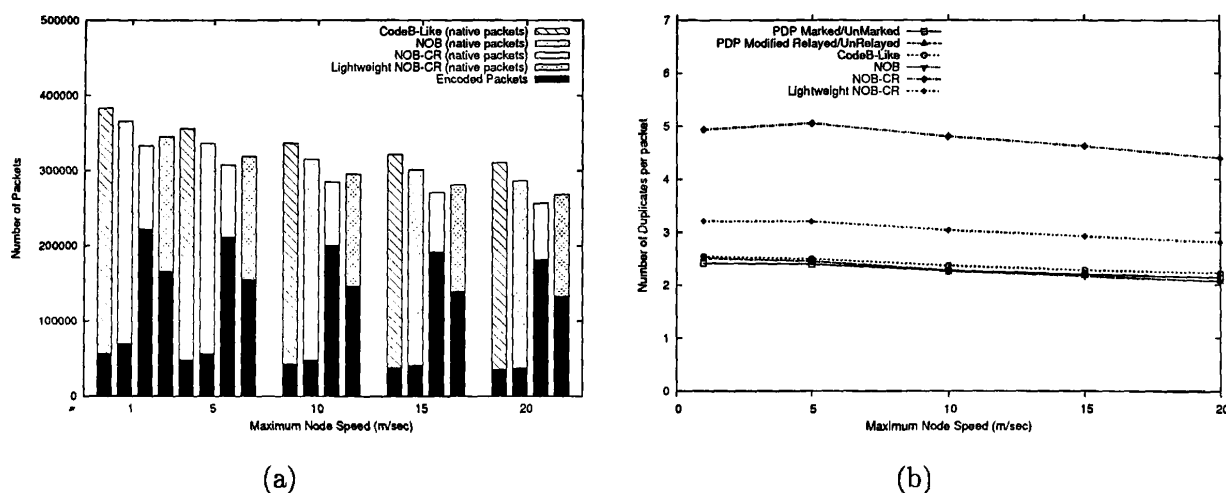
Σχήμα 5.9: (a) Ποσοστό επιτυχούς παράδοσης και (b) Μέσος αριθμός προωθήσεων για μεταβλητή κινητικότητα κόμβων (80 Nodes, 2 pkts/s, $t_H=1$ sec, $t_{RAD} = 0.2$ secs) για πυκνό δίκτυο (~ 30 neighbors)

Στην εικόνα 5.9(a) παρουσιάζεται το ποσοστό επιτυχούς παράδοσης πακέτων για ένα πυκνό δίκτυο 80 κόμβων. Στο γράφημα αυτό είναι εμφανής η μείωση της αξιοπιστίας όλων των αλγορίθμων εκπομπής που εξετάζονται όσο η μέση ταχύτητα των κόμβων του δικτύου αυξάνεται. Αξιοσημείωτο είναι το γεγονός ότι για μέγιστη ταχύτητα των κόμβων κάτω των 5 m/sec, το ποσοστό της επιτυχούς παράδοσης προσωρινά έχει μια αυξητική τάση. Η τάση αυτή οφείλεται στην ευεργετική δράση των μικρών ταχυτήτων κίνησης να αλλάζουν εκτός της τοπολογίας του δικτύου και τη συνδεσιμότητα μεταξύ των κόμβων. Έτσι, σε μικρές ταχύτητες όπου το δίκτυο είναι σχεδόν στατικό υπάρχει πιθανότητα σχηματισμού διαμερίσεων με αποτέλεσμα την αποτυχία παράδοσης πακέτων σε ένα σύνολο κόμβων. Σε τέτοιες περιπτώσεις, η αυξημένη ταχύτητα μπορεί να μετακινήσει αποκομμένους κόμβους στην εμβέλεια άλλων προσφέροντάς τους τη δυνατότητα λήψης εκείνων των πακέτων που στην προηγούμενη περίπτωση δε θα λάμβαναν ποτέ.

Συγκρίνοντας τους προτεινόμενους αλγορίθμους με τον CodeB-Like παρατηρούμε ότι οι NOB-CR και Lightweight NOB-CR, παρά τις λιγότερες προωθήσεις που πραγματοποιούν (σχ. 5.9(b)), έχουν ένα προβάδισμα στην παράδοση των πακέτων που ξεκινάει από το 2% και διατηρείται ακόμα και για μεγάλες ταχύτητες. Αντίθετα, ο NOB έχει ελαφρώς καλύτερη αξιοπιστία για ταχύτητες μέχρι 10 m/sec, αλλά για υψηλότερες ταχύτητες αρχίζει να χάνει έδαφος σε σύγκριση με τον CodeB-Like. Παρατηρώντας το μέσο αριθμό των προωθήσεων στο σχήμα 5.9(b), όλοι οι αλγόριθμοι έχουν πτωτική τάση όσο η ταχύτητα αυξάνει. Ωστόσο, η πτωτική τάση αυτή είναι πιο έντονη για τους αλγορίθμους εκπομπής με κριτήριο τερματισμού το MR/U. Για παράδειγμα ο αριθμός των προωθήσεων για τον NOB είναι μικρότερος κατά 5.5% από τον αντίστοιχο του CodeB-Like για μέση ταχύτητα 1 m/sec, ενώ για μέση ταχύτητα 10 m/sec η διαφορά τους αγγίζει το 11.1%. Ο λόγος για τον οποίο παρατηρείται αυτή η συμπεριφορά βρίσκεται στη φύση του M/U. Σύμφωνα με αυτό ένας κόμβος αποστέλλει διπλότυπα ενός πακέτου έως ότου όλοι οι γείτονες του



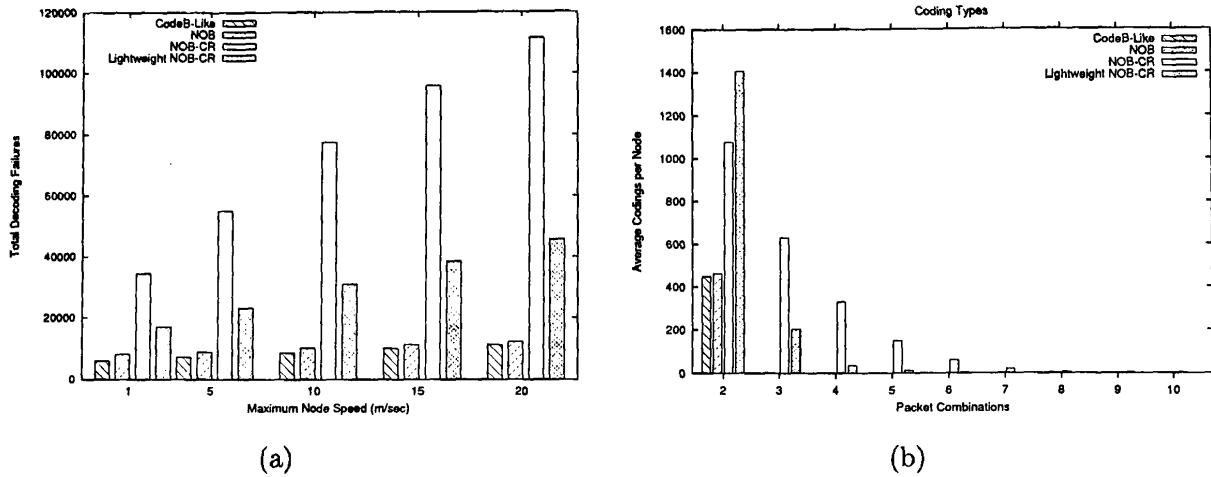
λάβουν το πακέτο αυτό. Σε καταστάσεις υψηλής ταχύτητας των κόμβων η τοπολογία της γειτονιάς αλλάζει συνεχώς με κόμβους να βγαίνουν εκτός εμβέλειας και νέους να εισέρχονται σε αυτή. Το αποτέλεσμα είναι μικρή αύξηση του αριθμού των διπλοτύπων (σχ. 5.10(b)) των αλγορίθμων που βασίζονται στο M/U. Αυτό επιβεβαιώνεται και στο σχήμα 5.10(a), όπου ο συνολικός αριθμός πακέτων που μεταδόθηκαν στην περίπτωση του CodeB-Like είναι αυξημένος σε σχέση με του NOB. Ωστόσο, ο μεγαλύτερος αριθμός των διπλοτύπων στην περίπτωση του CodeB-Like αντιπροσωπεύει και περισσότερες ευκαιρίες να παραδοθεί ένα πακέτο. Ο λόγος αυτός σε συνδυασμό με τα λίγο περισσότερα σφάλματα αποκωδικοποίησης του NOB (σχ. 5.11(a)) έναντι του CodeB-Like αιτιολογούν γιατί σε πολύ υψηλές ταχύτητες (20 m/sec) ο CodeB-Like εμφανίζει ελαφρώς καλύτερο ποσοστό παράδοσης σε σχέση με τον NOB.



Σχήμα 5.10: (a) Συνολικός αριθμός πακέτων που εκπέμπονται και (b) Μέσος αριθμός διπλοτύπων ανά πακέτο για μεταβλητή κινητικότητα κόμβων (80 Nodes, 2 pkts/s, $t_H=1$ sec, $t_{RAD} = 0.2$ secs) για πυκνό δίκτυο (~ 30 neighbors)

Οι προτεινόμενοι αλγόριθμοι NOB-CR και Lightweight NOB-CR, σε αντίθεση με τον NOB και τον CodeB-Like, διατηρούν σε υψηλά επίπεδα τον αριθμό διπλοτύπων ανά πακέτο (σχ. 5.10(b)). Αυτό το πετυχαίνουν στέλνοντας περισσότερα κωδικοποιημένα πακέτα (σχ. 5.10(a)) στα οποία έχει επιτραπεί ο συνδυασμός συμβατικών πακέτων με διπλότυπα. Ως αποτέλεσμα, ο υψηλός αριθμός διπλοτύπων προσφέρει περισσότερες ευκαιρίες να παραδοθούν τα εκπεμπόμενα πακέτα αυξάνοντας την αξιοπιστία των δύο προτεινόμενων αλγορίθμων. Ωστόσο, όσο αυξάνει η ταχύτητα ο αριθμός των κωδικοποιήσεων και των διπλοτύπων ελαττώνεται. Το γεγονός αυτό έχει άμεσο αντίκτυπο στο ποσοστό παράδοσης των πακέτων (σχ. 5.9(a)), το οποίο μειώνεται. Η κατάσταση επιβαρύνεται από τις λανθασμένες πληροφορίες γειννίας λόγω της κινητικότητας, που οδηγούν σε εσφαλμένες κωδικοποιήσεις. Αυτό επιβεβαιώνεται στο σχήμα 5.11(a), όπου οι αποτυχημένες προσπάθειες αποκωδικοποίησης των Lightweight NOB-CR και NOB-CR αυξάνονται στις μεγάλες ταχύτητες. Παρόλα αυτά και οι δύο προτεινόμενοι αλγόριθμοι αποδίδουν καλύτερα από τον CodeB προσφέροντας υψηλότερο ποσοστό παράδοσης πακέτων με μικρότερο αριθμό προωθήσεων.





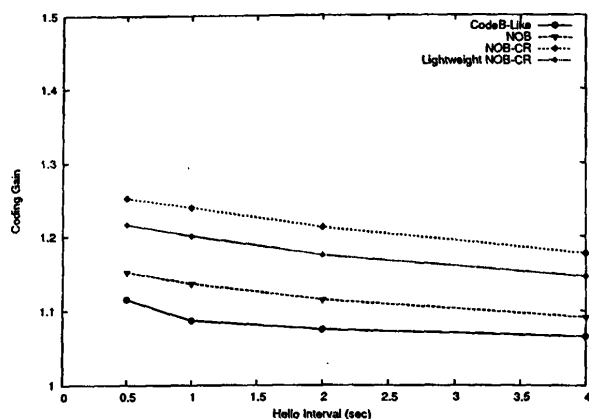
Σχήμα 5.11: (a) Συνολικός αριθμός σφαλμάτων αποκωδικοποίησης για μεταβλητή κινητικότητα κόμβων και (b) Βάθος Κωδικοποίησης για ταχύτητα 20 m/sec (80 Nodes, 2 pkts/s, $t_H=1$ sec, $t_{RAD} = 0.2$ secs) για πυκνό δίκτυο (~ 30 neighbors)

Τέλος, τονίζεται ότι για μεγάλες ταχύτητες ο Lightweight NOB-CR υπερτερεί ελαφρά του NOB-CR όσον αφορά το ποσοστό παράδοσης πακέτων (σχ. 5.9(a)). Το μικρό αυτό προβάδισμα του Lightweight NOB-CR οφείλεται στα σφάλματα αποκωδικοποίησης του NOB-CR, τα οποία υπό συνθήκες υψηλής κινητικότητας αυξάνονται αρκετά προκαλώντας απώλειες πακέτων (σχ. 5.11(a)). Η κακή εικόνα των πληροφοριών γειτνίασης οδηγεί τον NOB-CR σε κωδικοποιήσεις που συνδυάζουν μεγάλο αριθμό πακέτων. Το χαρακτηριστικό αυτό προσφέρει περισσότερο κέρδος κωδικοποίησης, αλλά δυσκολεύει την αποκωδικοποίηση των πακέτων. Στο σχήμα 5.11(b) φαίνεται το βάθος των κωδικοποιημένων πακέτων που δημιουργεί ο NOB-CR για ταχύτητα 20m/sec, το οποίο φτάνει έως και τα 7 πακέτα. Αντίθετα, ο Lightweight NOB-CR που δεν χρησιμοποιεί πίνακα αποδοχής παράγει κωδικοποιημένα πακέτα με πολύ μικρότερο βάθος. Στην περίπτωση αυτή, όμως, το μικρότερο βάθος προσφέρει περισσότερες πιθανότητες αποκωδικοποίησης σε περιπτώσεις υψηλής κινητικότητας.

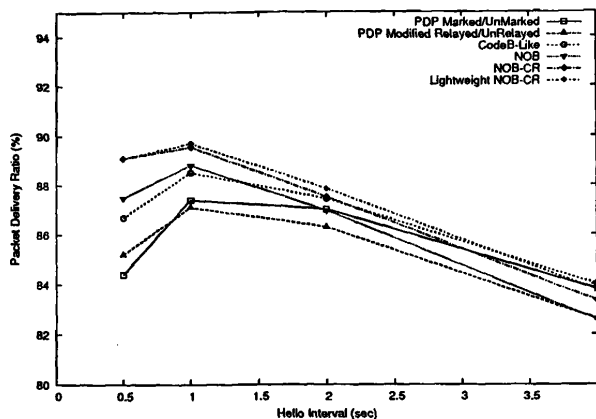
Ρυθμός Ανανέωσης των πληροφοριών Γειτνίασης

Ο ρυθμός ανανέωσης των πληροφοριών γειτνίασης (Hello Interval) επηρεάζει άμεσα την εικόνα που έχει κάθε κόμβος για το δίκτυο. Όσο απέχει αυτή η εικόνα από την πραγματική εικόνα του δικτύου, τόσο πιο δύσκολη γίνεται η συνολική λειτουργία του αλγορίθμου εκπομπής. Εκείνοι οι μηχανισμοί του αλγορίθμου εκπομπής που επηρεάζονται περισσότερο είναι το κριτήριο τερματισμού, ο αλγόριθμος GSC και ο αλγόριθμος εύρεσης ευκαιριών κωδικοποίησης. Στα πειράματα αυτής της ενότητας μεταβάλλεται το χρονικό διάστημα t_H που μεσολαβεί μεταξύ των hello μηνύματων, λαμβάνοντας τιμές στο διάστημα 0.5 έως 4. Υπενθυμίζεται ότι κάθε εγγραφή του πίνακα γειτνίασης που αποθηκεύει τις πληροφορίες των hello μηνυμάτων διαγράφεται μετά την έλευση χρόνου $2 * t_H$ από τη στιγμή που λήφθηκε το hello μήνυμα που έκανε την αρχική ενημέρωση.





(a)

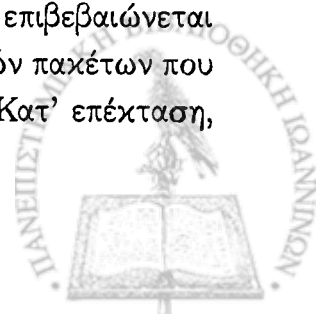


(b)

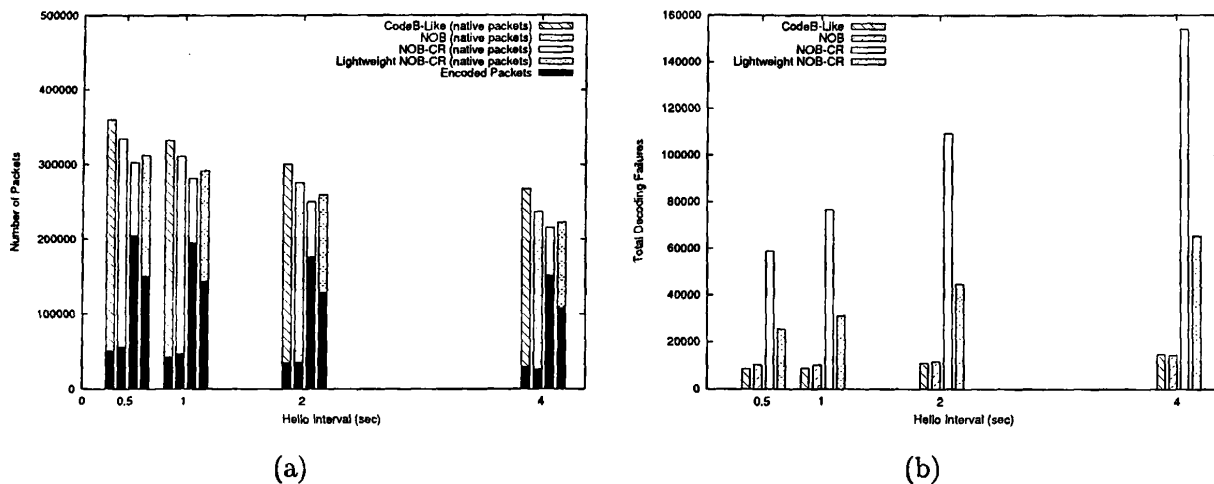
Σχήμα 5.12: (a) Κέρδος κωδικοποίησης και (b) Ποσοστό επιτυχούς παράδοσης για διαφορετικό Hello Interval (80 Nodes, 10 m/s, 2 pkts/s, $t_{RAD} = 0.2$ secs), για πυκνό δίκτυο (~ 30 neighbors)

Στο σχήμα 5.12(a) παρουσιάζεται το κέρδος κωδικοποίησης καθώς ο ρυθμός ανανέωσης γειτνίασης μεταβάλλεται. Οι μικρές τιμές του Hello Interval προσφέρουν σε όλους τους αλγορίθμους εκπομπής μια καλή εικόνα για το δίκτυο, με αποτέλεσμα όλοι οι μηχανισμοί τους να δουλεύουν απρόσκοπτα. Κάτω υπό αυτές τις συνθήκες οι προτεινόμενοι αλγόριθμοι χρησιμοποιούν επιτυχώς το μηχανισμό εύρεσης κωδικοποιήσεων και μεγιστοποιούν το κέρδος τους από αυτές. Οι αλγόριθμοι NOB-CR και Lightweight NOB-CR είναι αυτοί που έχουν το μέγιστο κέρδος πραγματοποιώντας μεγάλο αριθμό κωδικοποιήσεων σε σύγκριση με τους άλλους αλγορίθμους (σχ. 5.13(a)). Οι επιτυχείς κωδικοποιήσεις των NOB-CR και Lightweight NOB-CR εκτός της μείωσης των προωθήσεων συμβάλουν και στην αύξηση του ποσοστού παράδοσης των πακέτων, όπως φαίνεται στο σχήμα 5.12(b). Από την άλλη, οι μεγάλες τιμές του Hello Interval καταστρέφουν την εικόνα του δικτύου προκαλώντας λανθασμένες κωδικοποιήσεις (σχ. 5.13(b)). Οι εσφαλμένες αυτές κωδικοποιήσεις οδηγούν με τη σειρά τους στη μείωση του κέρδους της κωδικοποίησης.

Την ίδια τάση με το κέρδος κωδικοποίησης ακολουθεί και το ποσοστό επιτυχούς παράδοσης όλων των αλγορίθμων του σχήματος 5.12(b). Όλοι οι αλγόριθμοι παρουσιάζουν αδυναμία στην παράδοση των πακέτων καθώς η εικόνα του δικτύου απομακρύνεται από την πραγματική. Σε τέτοιες περιπτώσεις, το μεγαλύτερο πρόβλημα εμφανίζεται στη λειτουργία του GSC. Για παράδειγμα, όταν ο ρυθμός ανανέωσης των πληροφοριών γειτνίασης είναι 4 secs αναμένεται να υπάρχουν εγγραφές στον πίνακα γειτνίασης περίπου για τα τελευταία 8 secs. Με κάθε κόμβο να κινείται με μέγιστη ταχύτητα των 10 m/sec η μορφή της γειτονιάς θα είναι τελείως διαφορετική τη στιγμή που ο GSC θα κληθεί να δώσει ένα σύνολο προώθησης για κάποιο πακέτο. Σαν αποτέλεσμα, ο GSC θα επιλέξει σωστά μόνο ένα μικρό σύνολο των πραγματικών γειτόνων για την προώθηση του πακέτου. Το γεγονός αυτό επιβεβαιώνεται από τη μείωση του αριθμού των προωθήσεων (σχ. 5.14(a)) και των συνολικών πακέτων που εκπέμπονται όσο το Hello Interval λαμβάνει μεγάλες τιμές (σχ. 5.13(a)). Κατ' επέκταση,



η αδυναμία επιλογής σωστού συνόλου προώθησης από το GSC έχει άμεσο αντίκτυπο στην παράδοση των πακέτων, προκαλώντας μείωση του ποσοστού επιτυχούς παράδοσης.

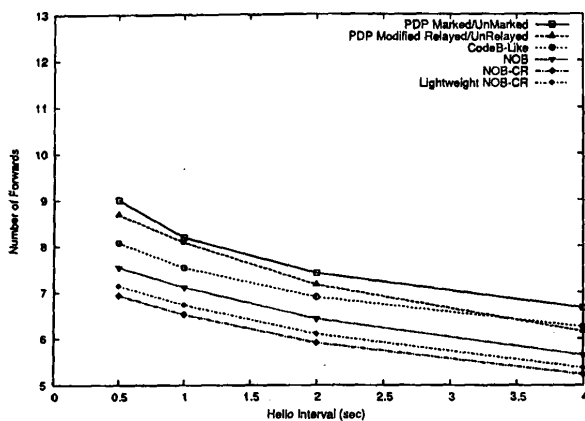


Σχήμα 5.13: (a) Συνολικός αριθμός πακέτων που εκπέμπονται και (b) Συνολικός αριθμός σφαλμάτων αποκωδικοποίησης για διαφορετικό Hello Interval (80 Nodes, 10 m/s, 2 pkts/s, $t_{RAD} = 0.2$ secs), για πυκνό δίκτυο (~ 30 neighbors)

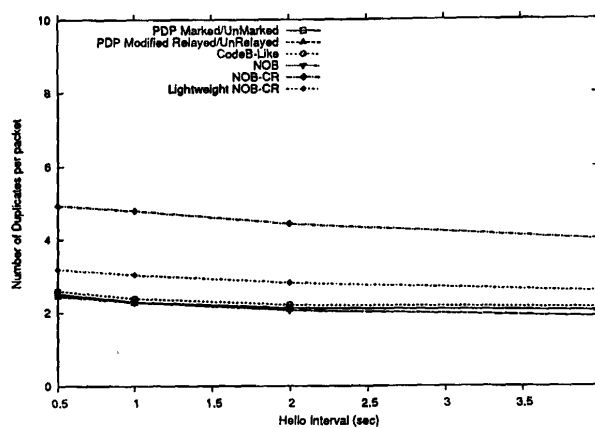
Κάτω από συνθήκες χαμηλού ρυθμού ανανέωσης πληροφοριών γειτνίασης το κριτήριο M/U πετυχαίνει μεγαλύτερο ποσοστό παράδοσης πακέτων σε σύγκριση με το κριτήριο MR/U. Αυτό οφείλεται στη μικρή αύξηση του αριθμού των διπλοτύπων του κριτηρίου M/U (σχ. 5.14(b)), όπου κάθε επιπλέον διπλότυπο δημιουργεί περισσότερες ευκαιρίες παράδοσης του αρχικού πακέτου. Ωστόσο, στα ίδια επίπεδα παράδοσης πακέτων με τους αλγόριθμους που χρησιμοποιούν το M/U κυμαίνονται οι δύο προτεινόμενοι αλγόριθμοι Lightweight NOB-CR και NOB-CR. Επιπλέον, ο αριθμός των προωθήσεών τους για να επιτύχουν σχεδόν το ίδιο ποσοστό παράδοσης είναι κατά πολύ μικρότερος τόσο από το PDP M/U όσο και από τον CodeB-Like. Ανάμεσα στους δύο, ο Lightweight NOB-CR παρουσιάζει ελαφρώς καλύτερη απόδοση στην παράδοση πακέτων, η οποία οφείλεται στα περισσότερα σφάλματα αποκωδικοποίησης που πραγματοποιούνται από τον NOB-CR (σχ. 5.13(b)).

Τέλος, μια αξιοσημείωτη παρατήρηση είναι ότι ο πολύ μεγάλος ρυθμός ανανέωσης της πληροφορίας γειτνίασης δεν έχει θετικές συνέπειες στην απόδοση των αλγορίθμων, όπως θα περίμενε κάποιος. Μια τέτοια περίπτωση συναντάται στα πειράματά μας όταν το Hello Interval λαμβάνει την τιμή 0.5. Αντίθετα από το αναμενόμενο, η επίδρασή του υψηλού ρυθμού ανανέωσης είναι αρνητική μειώνοντας το ποσοστό παράδοσης των πακέτων (σχ. 5.12(b)) και αυξάνοντας τον αριθμό των προωθήσεων (σχ. 5.14(a)). Το γεγονός αυτό οφείλεται στη μεγάλη αύξηση του αριθμού των hello μηνυμάτων που εκπέμπονται στο κοινό μέσο, με αποτέλεσμα τη ραγδαία αύξηση των συγκρούσεων των πακέτων στο δίκτυο. Οι συγκρούσεις αυτές μπορεί να είναι είτε μεταξύ των hello μηνυμάτων είτε ανάμεσα σε hello μηνύματα και πακέτα δεδομένων. Και στις δύο περιπτώσεις, το κόστος στον αλγόριθμο εκπομπής είναι μεγάλο. Η πρώτη περίπτωση του στερεί την πραγματική εικόνα του δικτύου και η δεύτερη μειώνει την απόδοσή του στην επιτυχή παράδοση πακέτων.





(a)



(b)

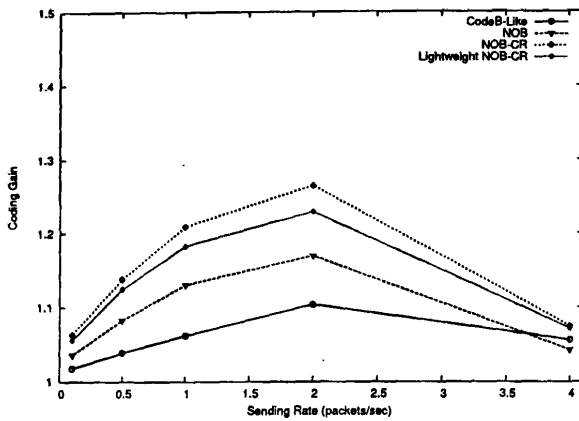
Σχήμα 5.14: (a) Μέσος αριθμός προωθήσεων για διαφορετικό Hello Interval και (b) (80 Nodes, 10 m/s, 2 pkts/s, $t_{RAD} = 0.2$ secs), για πυκνό δίκτυο (~ 30 neighbors)

5.3.3 Συμπεριφορά σε συνθήκες συμφόρησης

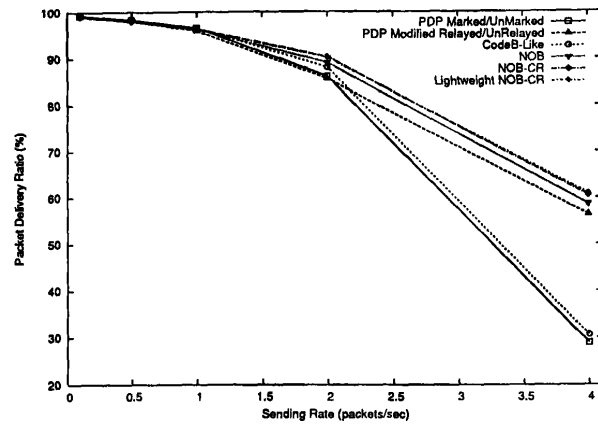
Στην υποενότητα αυτή αξιολογείται η απόδοση των προτεινόμενων αλγορίθμων κάτω από συνθήκες αυξανόμενου τηλεπικοινωνιακού φόρτου. Ιδιαίτερο βάρος δίνεται στις περιπτώσεις όπου διαμορφώνονται συνθήκες συμφόρησης καθώς τέτοιες συνθήκες συναντώνται συχνά στα MANETs, όπου το εύρος ζώνης είναι περιορισμένο. Για τη δημιουργία των παραπάνω συνθηκών καθένας από τους 30 κόμβους πηγές εκπέμπει νέα πακέτα στο δίκτυο με ρυθμό από 0.1 έως 4 pkts/sec.

Στο σχήμα 5.15(b) απεικονίζεται η αξιοπιστία των προτεινόμενων αλγορίθμων σε διαφορετικές τιμές του ρυθμού εκπομπής πακέτων. Όπως είναι αναμενόμενο, όσο ο ρυθμός εκπομπής πακέτων αυξάνει τόσο το ποσοστό παράδοσης πακέτων μειώνεται. Αυτό οφείλεται στην ύπαρξη μεγάλου αριθμού πακέτων στο δίκτυο, ο οποίος προκαλεί συγκρούσεις μεταξύ πακέτων και απώλεια αυτών στις ουρές των κόμβων. Επιπλέον, παρατηρείται ότι οι αλγόριθμοι εκπομπής που βασίζονται στο κριτήριο τερματισμού M/U παρουσιάζουν χαμηλότερη αξιοπιστία σε σύγκριση με τους αντίστοιχους με το MR/U. Η διαφορά αυτή γίνεται εντονότερη όταν ο ρυθμός εκπομπής πακέτων αυξάνεται. Το αποτέλεσμα αυτών των περιπτώσεων στα πειράματά μας είναι το ποσοστό επιτυχούς παράδοσης των αλγορίθμων με το MR/U να είναι σχεδόν διπλάσιο από αυτό των αλγορίθμων με M/U. Το φαινόμενο αυτό προέρχεται από τη φύση του κριτηρίου τερματισμού M/U να πραγματοποιεί πλεονάζουσες προωθήσεις πακέτων όταν οι δομές του κριτηρίου τερματισμού αποτυγχάνουν να παρέχουν σωστές πληροφορίες. Τα αίτια της συμπεριφοράς αυτής παρουσιάστηκαν εκτενώς στην υποενότητα 5.3.1.

Στην περίπτωση μεγάλων δικτύων (υποενότητα 5.3.1) αιτία της αστοχίας του κριτηρίου τερματισμού M/U ήταν η εμφάνιση διπλοτύπων με μεγάλη καθυστέρηση, λόγω της ύπαρξης πολλαπλών μονοπατιών στο δίκτυο. Ανάλογο πρόβλημα παρουσιάζεται και για περιπτώσεις



(a)



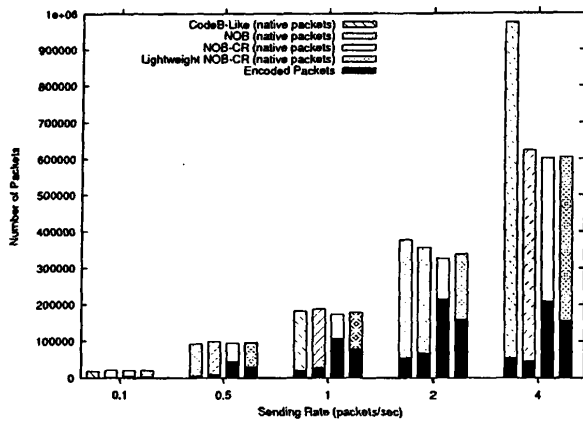
(b)

Σχήμα 5.15: (a) Κέρδος της κωδικοποίησης και (b) Ποσοστό επιτυχούς παράδοσης για διαφορετικό ρυθμό άφιξης νέων πακέτων (80 Nodes, 1 m/s, $t_H=1$ sec, $t_{RAD}=0.2$ secs) για πυκνό δίκτυο (~ 30 neighbors)

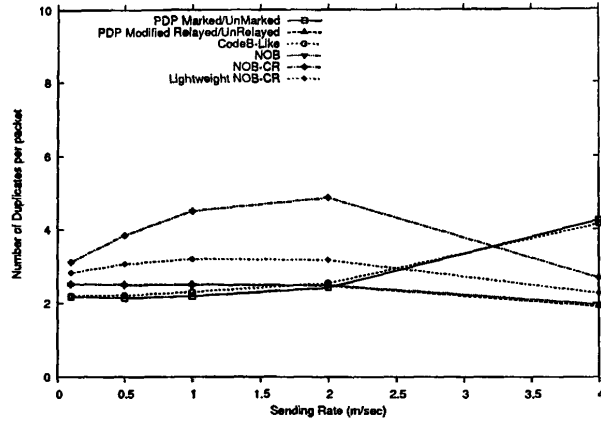
μεγάλου ρυθμού εκπομπής. Ωστόσο, σε αυτές τις περιπτώσεις η αστοχία του M/U δεν προέρχεται από το μεγάλο delay jitter. Αντίθετα οφείλεται στο γεγονός ότι οι πληροφορίες για τα πακέτα στη δομή του κριτηρίου τερματισμού διατηρούνται για μικρό χρονικό διάστημα. Για να γίνει κατανοητό έστω ότι ο ρυθμός εκπομπής των πακέτων αυξάνεται από 2 pkts/sec σε 4 pkts/sec. Στην περίπτωση αυτή μια δομή κριτηρίων τερματισμού μεγέθους 500 πακέτων χρειάζεται μόλις $\frac{500 \text{ packets}}{4 \text{ pkts/sec} \cdot 30 \text{ sources}} \approx 4.17 \text{ secs}$ για να γεμίσει σε αντίθεση με τον αρχικό χρόνο των $\frac{500 \text{ packets}}{2 \text{ pkts/sec} \cdot 30 \text{ sources}} \approx 8.33 \text{ secs}$. Έτσι, ως αποτέλεσμα οι αλγόριθμοι εκπομπής που βασίζονται στο M/U καταρρέουν σε δίκτυα, όπως αυτά του πειράματος, παρόλο που ο αριθμός αλμάτων από άκρο σε άκρο είναι σχετικά μικρός. Οι πλεονάζουσες προωθήσεις που παράγει ο CodeB-Like, λόγω του παραπάνω προβλήματος, είναι εμφανείς στο σχήμα 5.16. Όσο πραγματοποιούνται λανθασμένες προωθήσεις, ο αριθμός των διπλοτύπων ανά πακέτο αυξάνεται. Έτσι, όπως φαίνεται στο σχήμα 5.16(b) ο CodeB-Like δημιουργεί σχεδόν διπλάσιο αριθμό διπλοτύπων ανά πακέτο στη μετάβαση από ρυθμό 2 pkts/sec σε 4 pkts/sec. Αντίθετα, οι προτεινόμενοι αλγόριθμοι που δεν επιτρέπουν τις πλεονάζουσες προωθήσεις μειώνουν τον αριθμό των διπλοτύπων κατά 40% (NOB), 46% (Lightweight NOB-CR) και 44% (NOB-CR). Επιπλέον, διπλασιάζοντας το ρυθμό εκπομπής πακέτων στο δίκτυο αναμένεται να διπλασιαστεί και ο συνολικός αριθμός των εκπομπών. Κάτι τέτοιο ισχύει για όλους τους προτεινόμενους αλγόριθμους, οι οποίοι κατά τη μετάβαση από ρυθμό 2 pkts/sec σε 4 pkts/sec πραγματοποιούν περίπου διπλάσιες εκπομπές (σχ. 5.16(a)). Αντίθετα, στην ίδια μετάβαση ο CodeB-Like συμπεριφέρεται λανθασμένα αυξάνοντας το συνολικό αριθμό εκπομπών κατά 200.1%.

Όσον αφορά το κέρδος κωδικοποίησης (σχ. 5.15(a)), παρουσιάζεται μια ενδιαφέρουσα τάση από όλους τους αλγόριθμους. Για χαμηλούς ρυθμούς το κέρδος βρίσκεται σε χαμηλά επίπεδα, πράγμα φυσιολογικό καθώς με λίγα πακέτα στο δίκτυο η πιθανότητα συνδυασμού αυτών παραμένει μικρή. Όσο ο ρυθμός αυξάνεται και τα πακέτα πληθαίνουν, οι πιθανοί





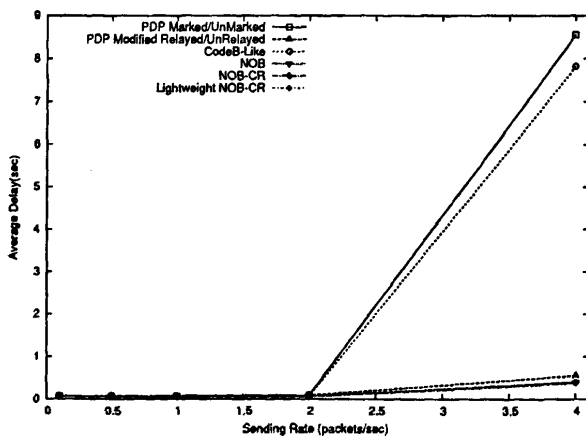
(a)



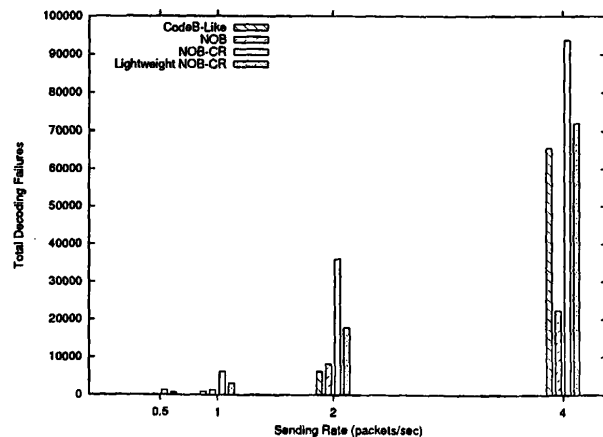
(b)

Σχήμα 5.16: (a) Συνολικός αριθμός πακέτων που εκπέμπονται και (b) Μέσος αριθμός διπλοτύπων ανά πακέτο για διαφορετικό ρυθμό άφιξης νέων πακέτων (80 Nodes, 1 m/s, $t_H=1$ sec, $t_{RAD}=0.2$ secs) για πυκνό δίκτυο (~ 30 neighbors)

συνδυασμοί πακέτων αυξάνονται με αποτέλεσμα την άνοδο του κέρδους. Αυτό επιβεβαιώνεται και από το σχήμα 5.16(a), που παρουσιάζει την αύξηση των κωδικοποιημένων πακέτων. Ωστόσο, η σταδιακή άνοδος του κέρδους βρίσκει το ψηλότερο σημείο της στο 1.26 (NOB-CR) όπου και ξεκινά μια σταδιακή μείωση. Αυτό οφείλεται στο μεγάλο αριθμό πακέτων στο δίκτυο που δημιουργεί συνθήκες συμφόρησης. Οι συγκρούσεις πακέτων προκαλούν εσφαλμένη εικόνα της γειτονιάς σε κάθε κόμβο, η οποία με τη σειρά της επηρεάζει αρνητικά τη λειτουργία τόσο του GSC όσο και του αλγορίθμου κωδικοποίησης. Το συνολικό αποτέλεσμα είναι η ορθή αποκωδικοποίηση να είναι σε πολλές περιπτώσεις αδύνατη. Αυτό επιβεβαιώνεται στο σχήμα 5.17(b) που παρουσιάζονται τα σφάλματα αποκωδικοποίησης.

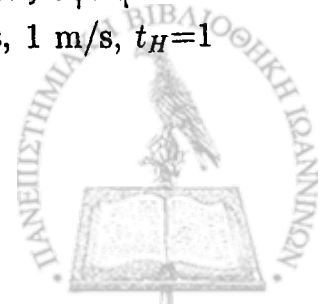


(a)



(b)

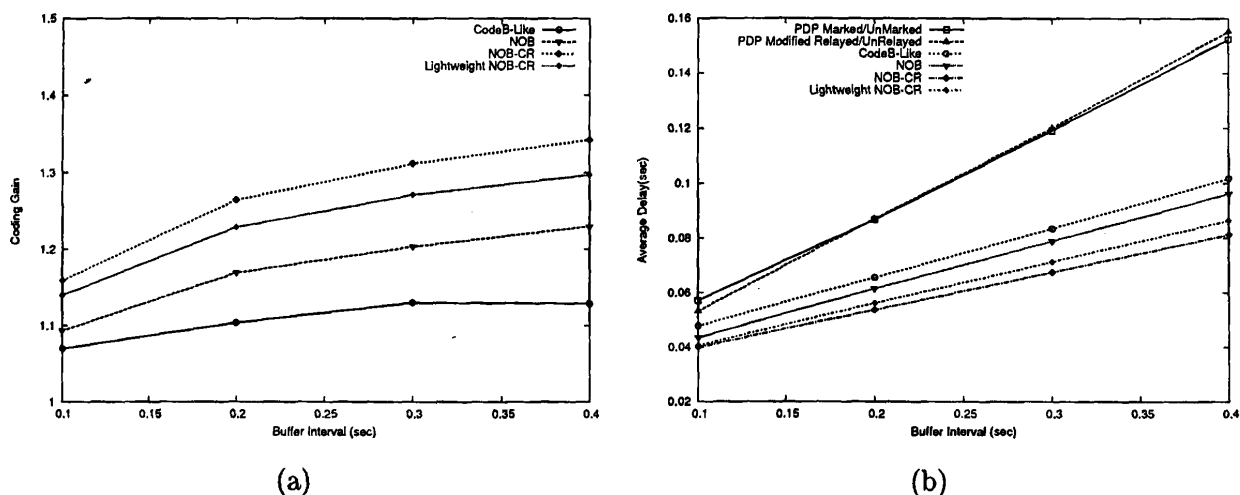
Σχήμα 5.17: (a) Μέση καθυστέρηση παράδοσης και (b) Συνολικός αριθμός σφαλμάτων αποκωδικοποίησης για διαφορετικό ρυθμό άφιξης νέων πακέτων (80 Nodes, 1 m/s, $t_H=1$ sec, $t_{RAD}=0.2$ secs) για πυκνό δίκτυο (~ 30 neighbors)



Άξιο αναφοράς, επίσης, είναι το γεγονός ότι ο CodeB-Like για ρυθμό 4 *pkts/sec* παρουσιάζει κέρδος κωδικοποίησης μεγαλύτερο του NOB. Το αποτέλεσμα αυτό είναι παραπλανητικό, καθώς για το συγκεκριμένο ρυθμό άφιξης νέων πακέτων ο CodeB-Like καταρρέει. Το γεγονός αυτό αποδεικνύεται με τη βοήθεια των γραφημάτων των σχημάτων 5.15(b) και 5.17(a), τα οποία δείχνουν ότι ο CodeB-Like έχει πολύ χαμηλό ποσοστό παράδοσης πακέτων και ιδιαίτερα υψηλή καθυστέρηση στην παράδοση τους.

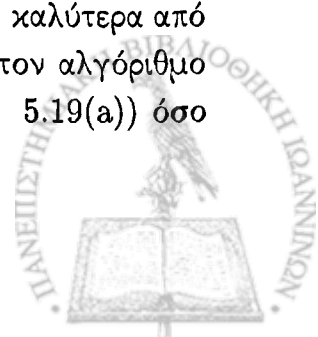
5.3.4 Επίδραση της RAD

Η τελευταία σειρά των πειραμάτων μελετά τα όρια της κωδικοποίησης σε σχέση με το χρονικό διάστημα που αναμένει κάθε πακέτο στη λίστα προώθησης. Όπως είναι κατανοητό όσο περισσότερο παραμένει ένα πακέτο σε κάποιο κόμβο, τόσο αυξάνεται και η πιθανότητα να κωδικοποιηθεί συνδυαζόμενο με κάποιο άλλο πακέτο. Αυτό οφείλεται κυρίως στην αύξηση του αριθμού των πακέτων που είναι προσωρινά αποθηκευμένα και αναμένουν για πιθανές κωδικοποιήσεις. Επιπλέον, οι πρόσθετες πληροφορίες που προσφέρουν τα διπλότυπα μηνύματα που λαμβάνονται όσο το πρωτότυπο πακέτο αναμένει μπορούν επίσης να συνεισφέρουν στις πρόσθετες κωδικοποιήσεις. Για τη διεξαγωγή των πειραμάτων ο χρόνος αναμονής στη λίστα προώθησης κάθε κόμβου μεταβάλλεται, λαμβάνοντας τιμές από 0.1 *secs* έως 0.4 *secs*.

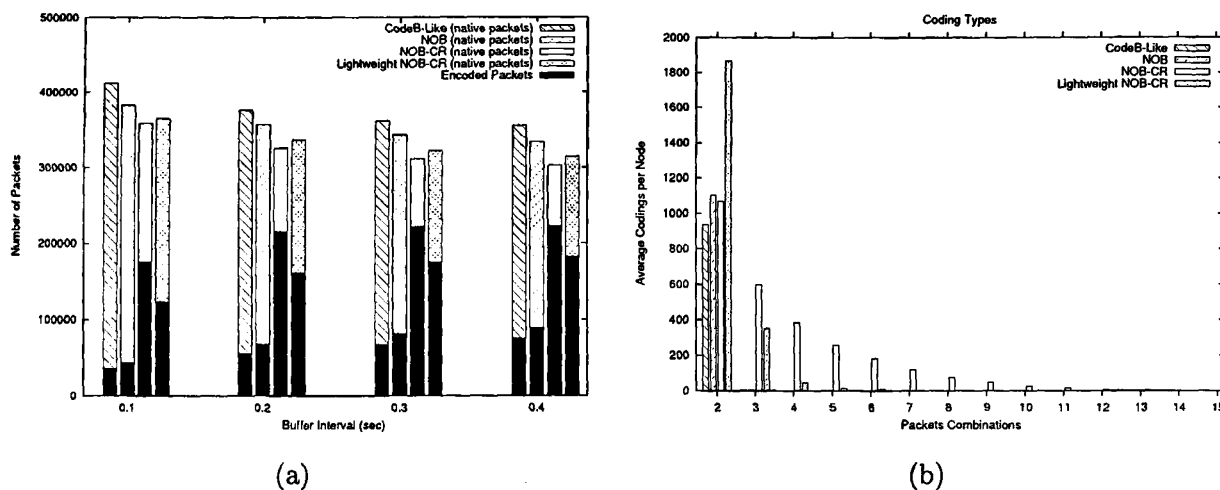


Σχήμα 5.18: (a) Κέρδος της κωδικοποίησης και (b) Μέση καθυστέρηση παράδοσης για διαφορετικό μέσο χρόνο αναμονής στη Λίστα Προώθησης (80 Nodes, 1 m/s, 2 *pkts/s*, $t_H=1$ sec) για πυκνό δίκτυο (~ 30 neighbors)

Στο σχήμα 5.18(a) παρουσιάζεται το κέρδος της κωδικοποίησης που όπως είναι αναμενόμενο αυξάνεται αναλογικά με το μέσο χρονικό διάστημα αναμονής των πακέτων στη λίστα προώθησης κάθε κόμβου. Το θετικό αντίκτυπο της μεγαλύτερης παραμονής των πακέτων το εκμεταλλεύονται στο έπακρο οι προτεινόμενοι αλγόριθμοι, αποδίδοντας πολύ καλύτερα από όλους τους άλλους. Το μεγαλύτερο κέρδος κωδικοποίησης παρατηρείται στον αλγόριθμο NOB-CR και είναι συνέπεια τόσο των περισσότερων κωδικοποιήσεων (σχ. 5.19(a)) όσο



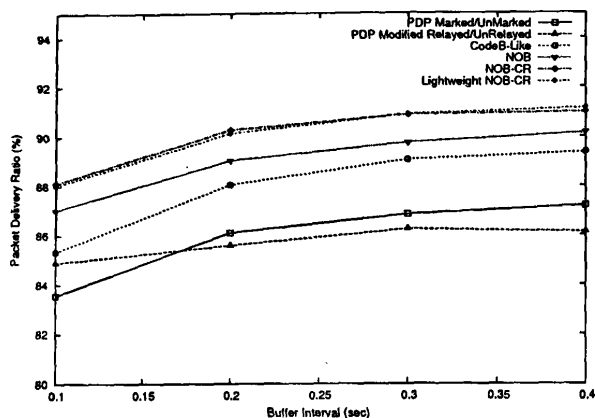
και του μεγαλύτερου μέσου βάθους κάθε κωδικοποιημένου πακέτου (σχ. 5.19(b)). Στη δεύτερη θέση βρίσκεται ο Lightweight NOB-CR, ο οποίος λόγω της έλειψης του πίνακα αποδοχής πραγματοποιεί λιγότερους συνδυασμούς πακέτων. Ως αποτέλεσμα το κέρδος κωδικοποίησης γι' αυτόν να είναι ελαφρώς μικρότερο. Επιπρόσθετα, και η απόδοση του NOB όσον αφορά το κέρδος κωδικοποίησης είναι καλή, όσο και αν και επισκιάζεται από τους άλλους δύο προτεινόμενους αλγορίθμους. Το PDP MR/U πραγματοποιεί από 10% έως 23% περισσότερες προωθήσεις από τον NOB, ενώ σε σύγκριση με τον NOB-CR το ποσοστό αυτό παίρνει τιμές από 16% έως 34%.



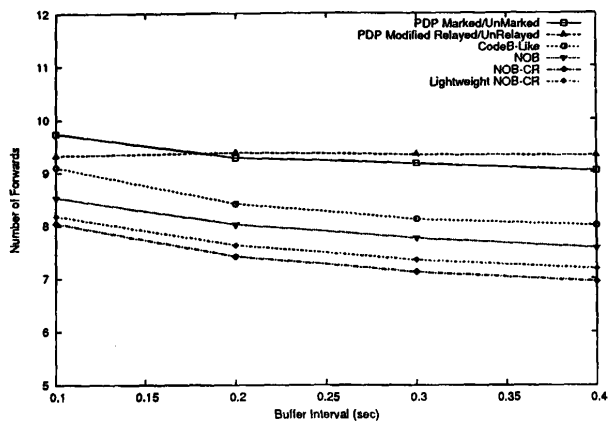
Σχήμα 5.19: (a) Συνολικός αριθμός πακέτων που εκπέμπονται για διαφορετικό μέσο χρόνο αναμονής στη Λίστα Προώθησης και (b) Βάθος Κωδικοποίησης για μέσο χρόνο αναμονής 0.4 secs (80 Nodes, 1 m/s, 2 pkts/s, $t_H=1$ sec) για πυκνό δίκτυο (~ 30 neighbors)

Παρά την ευεργετική επίδραση του χρόνου αναμονής στο κέρδος και στο ποσοστό παράδοσης είναι κατανοητό ότι η επίδραση στη μέση καθυστέρηση παράδοσης των πακέτων είναι αρνητική. Αυξάνοντας το χρόνο παραμονής κάποιου πακέτου σε κάθε ενδιαμέσο κόμβο, ο χρόνος παράδοσής του, που μέρος του υπολογισμού του αποτελεί το άθροισμα των επιμέρους χρόνων αναμονής, είναι απόλυτα λογικό να αυξάνεται επίσης. Η αύξηση αυτή σκιαγραφείται στο σχήμα 5.18(b) για όλους τους αλγορίθμους. Το συμπέρασμα που συνεπάγεται από το γράφημα αυτό είναι ότι ο αριθμός των κωδικοποιήσεων επηρεάζει άμεσα το ρυθμό αύξησης της μέσης καθυστέρησης. Αυτό οφείλεται στο γεγονός, ότι κατά την εύρεση ευκαιριών κωδικοποίησης τα συνδυαζόμενα πακέτα παραδίδονται αμέσως στο Υποεπίπεδο Προσπέλασης Μέσων και εκπέμπονται με την πρώτη ευκαιρία. Ως αποτέλεσμα ο αριθμός των κωδικοποιήσεων συνάδει με τη μικρή καθυστέρηση παράδοσης, γεγονός που ξεχωρίζει ακόμη περισσότερο την απόδοση των προτεινόμενων αλγορίθμων σε σχέση με τους άλλους. Αντίθετα, σε περιπτώσεις που δεν υπάρχουν ευκαιρίες κωδικοποίησης όλα τα πακέτα πρέπει να αναμένουν για όλο το χρονικό διάστημα αναμονής στη λίστα προώθησης, γεγονός που αυξάνει κατά πολύ τη μέση καθυστέρηση. Στη δεύτερη περίπτωση κατατάσσονται και οι δύο αλγόριθμοι του PDP, των οποίων ο μηδενικός αριθμός κωδικοποιήσεων προκαλεί υψηλή μέση καθυστέρηση παράδοσης.





(a)



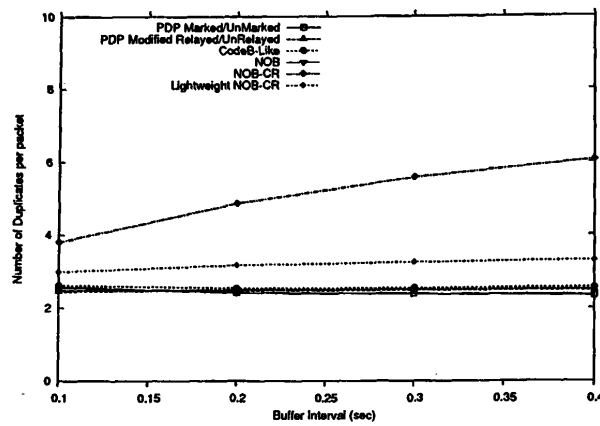
(b)

Σχήμα 5.20: (a) Ποσοστό επιτυχούς παράδοσης και (b) Μέσος αριθμός προωθήσεων για διαφορετικό μέσο χρόνο αναμονής στη Λίστα Προώθησης (80 Nodes, 1 m/s, 2 pkts/s, $t_H=1$ sec) για πυκνό δίκτυο (~ 30 neighbors)

Καθώς το διάστημα αναμονής στη λίστα προώθησης αυξάνεται παρατηρείται άλλη μια σημαντική διαφορά ανάμεσα στους αλγόριθμους εκπομπής με διαφορετικά κριτήρια τερματισμού. Όπως φαίνεται στο σχήμα 5.20(a), ο PDP M/U ενώ αρχικά έχει χαμηλότερη απόδοση από τον PDP MR/U η εικόνα αυτή αντιστρέφεται όσο αυξάνει ο χρόνος αναμονής. Το γεγονός αυτό οφείλεται στη φύση του M/U να χρησιμοποιεί τις επιπλέον πληροφορίες που λαμβάνονται μέσω διπλοτύπων, σε αντίθεση με το MR/U. Έτσι, το M/U είναι σε θέση να ακυρώσει προωθήσεις που στοχεύουν στην κάλυψη κόμβων που ήδη έχουν καλυφθεί μέσω των διπλοτύπων. Η μείωση αυτή των προωθήσεων είναι εμφανής στο σχήμα 5.20(b), όπου ο PDP MR/U παρουσιάζει μια σταθερότητα αποδεικνύοντας ότι η λήψη επιπλέον διπλοτύπων διατηρεί ανεπηρέαστο των αριθμό των προωθήσεων.

Αν και στον αλγόριθμο PDP η χρήση του κριτηρίου MR/U δεν επιφέρει κάποιο κέρδος καθώς αυξάνεται το διάστημα αναμονής, οι προτεινόμενοι αλγόριθμοι που χρησιμοποιούν κωδικοποίηση ωφελούνται. Τα διπλότυπα μηνυμάτων που φτάνουν όσο τα αρχικά πακέτα αναμένουν σε ένα κόμβο ενημερώνουν τις πληροφορίες που διατηρούνται στον πίνακα αποδοχής. Σε εκείνες τις περιπτώσεις του M/U που ακυρώνονται προωθήσεις πακέτων επειδή εντοπίζεται ότι είναι γνωστά σε όλους τους γείτονες, το MR/U μένει άπραγο. Ωστόσο, έχει γίνει ενημέρωση του πίνακα αποδοχής, με αποτέλεσμα το αρχικό πακέτο πλέον να αποτελεί υποψήφιο συνδυασμού με οποιοδήποτε άλλο που αναμένει στη λίστα προώθησης. Ο τρόπος αυτός συμβάλει στην αύξηση του αριθμού των κωδικοποιήσεων των προτεινόμενων αλγορίθμων, όπως επιβεβαιώνεται και στο σχήμα 5.19(a). Οι περισσότερες κωδικοποιήσεις των προτεινόμενων αλγορίθμων δρουν καταλυτικά στην μείωση των προωθήσεων και την αύξηση του ποσοστού παράδοσης των εκπεμπόμενων πακέτων (σχ. 5.20), διαφοροποιώντας την απόδοση τους αισθητά από αυτή των υπόλοιπων αλγορίθμων.





Σχήμα 5.21: Μέσος αριθμός διπλοτύπων ανά πακέτο για διαφορετικό μέσο χρόνο αναμονής στη Λίστα Προώθησης (80 Nodes, 1 m/s, 2 pkts/s, $t_H=1$ sec) για πυκνό δίκτυο (~ 30 neighbors)

Τέλος, σημειώνεται ότι εκτός της αύξησης του αριθμού των εκπεμπόμενων πακέτων, η σταδιακή αύξηση της αναμονής επιφέρει και μεγαλύτερο βάθος σε κάθε κωδικοποιημένο πακέτο. Αυτό είναι εμφανές στο σχήμα 5.19(b) που παρουσιάζει το βάθος της κωδικοποίησης και είναι φανερό ότι όλοι οι προτεινόμενοι αλγόριθμοι τείνουν να παράγουν κωδικοποιημένα πακέτα που συνδυάζουν όλο και περισσότερα συμβατικά πακέτα όσο το διάστημα αναμονής μεγαλώνει. Η τάση αυτή προσδίδει επιπλέον κέρδος ελαττώνοντας αρκετά το συνολικό αριθμό εκπομπών (σχ. 5.19(a)). Επίσης, η γραφική παράσταση του σχήματος 5.21 αποτελεί ένδειξη της αποτελεσματικότητας των NOB-CR και Lightweight NOB-CR να χρησιμοποιούν την κωδικοποίηση δικτύου με τέτοιο τρόπο ώστε να αυξάνουν τον αριθμό των διπλοτύπων. Τα διπλότυπα αυτά, εκτός από τον εμπλουτισμό των πληροφοριών κάθε κόμβου σχετικά με τη γειτονιά του, συντελούν και στην αξιοπιστία της εκπομπής (σχ. 5.20(a)).

ΚΕΦΑΛΑΙΟ 6

ΣΥΜΠΕΡΑΣΜΑΤΑ ΚΑΙ ΜΕΛΛΟΝΤΙΚΗ ΕΡΓΑΣΙΑ

6.1 Συμπεράσματα

6.2 Μελλοντική Εργασία

6.1 Συμπεράσματα

Η εκπομπή, δηλαδή η παράδοση ενός μηνύματος σε όλους τους κόμβους ενός δικτύου, κατέχει ιδιαίτερο ρόλο στα Κινητά Κατά Περίπτωση Δίκτυα (MANETs) καθώς αποτελεί στοιχειώδη μηχανισμό πολλών πρωτοκόλλων δικτύωσης όπως π.χ. τα πρωτόκολλα δρομολόγησης, πολυδιανομής, κ.α. Ο πλέον απλός αλγόριθμος εκπομπής είναι η πλημμύρα. Ωστόσο, αυτή κρίνεται ακατάλληλη για ένα MANET λόγω του μεγάλου πλήθους των πλεοναζουσών μεταδόσεων που προκαλεί και οι οποίες κατασπαταλούν τους πολύτιμους πόρους του δικτύου. Για το λόγο αυτό έχει υπάρξει σημαντική ερευνητική δραστηριότητα που εστιάζει στην υλοποίηση αλγορίθμων εκπομπής με σκοπό να μειωθεί το πλήθος των κόμβων που χρειάζεται να προωθήσουν ένα μήνυμα. Παρά το γεγονός ότι πολλοί αλγόριθμοι επιτυγχάνουν βελτιωμένη απόδοση σε σχέση με την πλημμύρα, η απόδοσή τους απέχει πολύ από το να χαρακτηριστεί βέλτιστη.

Η βασική προσέγγιση που ακολουθήθηκε στα πλαίσια της διατριβής αυτής είναι ότι η περαιτέρω βελτίωση των αλγορίθμων εκπομπής μπορεί να επιτευχθεί με τη χρήση τεχνικών που προέρχονται από τη Θεωρία της Πληροφορίας. Μια τέτοια τεχνική είναι η κωδικοποίηση δικτύου που προδιαγράφει ότι δύο ή περισσότερα μηνύματα μπορούν να κωδικοποιηθούν, να μεταδοθούν μέσα από ένα δίκτυο και να αποκωδικοποιηθούν στον παραλήπτη με αποτέλεσμα την εξοικονόμηση πόρων. Ο πιο αποδοτικός αλγόριθμος εκπομπής με κωδικοποίηση δικτύου έως τώρα είναι ο CodeB. Η μελέτη στα πλαίσια της παρούσας διατριβής απέδειξε ότι ο CodeB εμφανίζει αδυναμίες κάτω από συνθήκες υψηλής κινητικότητας και συμφόρησης και πρότεινε τρεις αλγόριθμους που ανταπεξέρχονται κάτω από αυτές τις συνθήκες. Οι προτεινόμενοι αλγόριθμοι είναι οι NOB, NOB-CR και Lightweight-NOB-CR.



Ο NOB που αποτέλεσε την πρώτη πρόταση της διατριβής αυτής ενσωματώνει το κριτήριο τερματισμού Modified Relayed/ UnRelayed στην κωδικοποίηση δικτύου για να προσφέρει λύση στις αδυναμίες του CodeB. Αρχικά, μέσω πειραματικών μετρήσεων αποδείχθηκε ότι οι αδυναμίες του CodeB που παρουσιάζονται υπό συνθήκες υψηλής κινητικότητας και συμφόρησης οφείλονται στο κριτήριο τερματισμού Marked/ UnMarked που αυτός χρησιμοποιεί. Επιπρόσθετα, αποδείχθηκε ότι το κριτήριο τερματισμού Modified Relayed/ UnRelayed αποδίδει καλύτερα από το Marked/ UnMarked χωρίς να παρουσιάζει τις αδυναμίες του. Στη συνέχεια, στα πλαίσια του NOB προτείναμε το συνδυασμό του Modified Relayed/ UnRelayed και της κωδικοποίησης δικτύου με τέτοιο τρόπο ώστε να διατηρούνται τα πλεονεκτήματα και των δύο τεχνικών. Ο συνδυασμός αυτός ήταν επιτυχής και πειραματικές μετρήσεις επιβεβαίωσαν την ανωτερότητα του NOB έναντι του CodeB.

Τη δεύτερη συμβολή της διατριβής αποτέλεσε μια επέκταση του NOB, με το όνομα NOB-CR. Ο αλγόριθμος αυτός είναι ο πρώτος που χρησιμοποίησε την κωδικοποίηση δικτύου με τέτοιο τρόπο ώστε να βελτιώνει την αξιοπιστία της εκπομπής ταυτόχρονα με τη μείωση του αριθμού των προωθήσεων ανά πακέτο. Για την επίτευξη της αύξησης της αξιοπιστίας ορίστηκαν τεχνικές για την αποστολή πλεονάζοντων πακέτων στο δίκτυο, χωρίς ωστόσο να προκαλείται επιβάρυνση με τη δημιουργία νέων μεταδόσεων. Μέσω πειραματικών μετρήσεων αποδείχθηκε ότι ο NOB-CR επιδεικνύει σημαντικά βελτιωμένη αξιοπιστία ακόμη και σε περιπτώσεις μεγάλης κινητικότητας και συμφόρησης δικτύου. Επιπλέον, η διαχείριση των πλεονάζοντων πακέτων σχεδιάστηκε με τέτοιο τρόπο ώστε να μην επηρεάζει ούτε τη λειτουργία του αλγορίθμου εκπομπής ούτε τη λειτουργία της κωδικοποίησης δικτύου. Η επιτυχία του σχεδιασμού αυτού είναι για άλλη μια φορά εμφανής στα πειραματικά αποτελέσματα, όπου το κέρδος της κωδικοποίησης δικτύου του NOB-CR είναι μεγαλύτερο έναντι των αποδοτικότερων αλγορίθμων εκπομπής με κωδικοποίηση δικτύου.

Η τρίτη συνεισφορά της διατριβής είναι ο αλγόριθμος Lightweight NOB-CR. Ο αλγόριθμος επέκτεινε το NOB-CR με στόχο την ελαχιστοποίηση του υπολογιστικού κόστους που προέρχεται από την ενσωμάτωση της κωδικοποίησης δικτύου στην εκπομπή. Αρχικά, παρατηρήθηκε ότι η τεχνική εύρεσης ευκαιριών κωδικοποίησης χαρακτηρίζεται από υψηλές ανάγκες σε πόρους μνήμης και επεξεργαστικής ισχύος. Για το σκοπό αυτό, προτάθηκε μια νέα τεχνική εύρεσης ευκαιριών κωδικοποίησης συνοδευόμενη από κατάλληλες δομές για την αποθήκευση των απαραίτητων πληροφοριών για την εύρυθμη λειτουργία της κωδικοποίησης. Το τελικό αποτέλεσμα ήταν ο Lightweight NOB-CR ο οποίος, σύμφωνα με τη θεωρητική ανάλυση που παρουσιάστηκε, είναι πολύ πιο γρήγορος και δεσμεύει πολύ μικρό τμήμα της μνήμης κατά την εκτέλεση του. Επιπλέον, μέσω των πειραματικών μετρήσεων της διατριβής αποδείχθηκε ότι ο Lightweight NOB-CR πετυχαίνει την προαναφερθείσα απόδοση χωρίς να έχει ιδιαίτερες απώλειες στο κέρδος της κωδικοποίησης. Το χαρακτηριστικό αυτό είναι εξαιρετικής σημασίας καθώς οι περιορισμένοι πόροι των κόμβων ενός MANET αποτελούν σημαντικό εμπόδιο για την άμεση χρήση της κωδικοποίησης δικτύου.



6.2 Μελλοντική Εργασία

Η παρούσα διατριβή απέδειξε με τους τρεις προτεινόμενους αλγόριθμους της ότι η κωδικοποίηση δικτύου είναι σε θέση να προσφέρει προς την κατεύθυνση της αποδοτικής εκπομπής στα MANETs. Στα μελλοντικά μας σχέδια εντάσσεται η διερεύνηση τριών ζητημάτων που μπορούν να έχουν άμεση εφαρμογή στους προτεινόμενους αλγόριθμους και να βελτιώσουν ακόμη περισσότερο την εκπομπή στα MANETs.

Ένα σημείο της πρακτικής κωδικοποίησης δικτύου που αποτελεί αντικείμενο μελλοντικής έρευνας είναι η τεχνική κωδικοποίησης που χρησιμοποιείται από τον αλγόριθμο εκπομπής. Οι τρεις προτεινόμενοι αλγόριθμοι κωδικοποιούν τα πακέτα χρησιμοποιώντας την τεχνική bitwise XOR. Η τεχνική αυτή επιλέχθηκε έναντι εναλλακτικών τεχνικών κυρίως για το μικρό υπολογιστικό κόστος και τη λειτουργικότητά της. Παρόλα αυτά είναι ενδιαφέρουσα η ενσωμάτωση εναλλακτικών τεχνικών κωδικοποίησης στους προτεινόμενους αλγόριθμους, όπως οι κώδικες Reed Solomon και LT. Μια τέτοια μελέτη μπορεί να δώσει σημαντικά συμπεράσματα όσον αφορά τη δυνατότητα ύπαρξης πιο πολύπλοκων τεχνικών κωδικοποίησης στα MANETs και να αποτελέσει σημείο εκκίνησης νέων αλγορίθμων εκπομπής με κωδικοποίηση δικτύου.

Ο αλγόριθμος NOB-CR και ιδιαίτερα η τεχνική διαχείρισης των redundant πακέτων αποτελεί μια εξίσου ενδιαφέρουσα μελλοντική επέκταση της παρούσας διατριβής. Υπενθυμίζεται ότι ο NOB-CR αποστέλει μόνο το πρώτο redundant πακέτο που λαμβάνει για την αποφυγή ατέρμονων εκπομπών του redundant πακέτου ανάμεσα σε γειτονικούς κόμβους. Ωστόσο, όσο περισσότερα είναι τα redundant πακέτα στο δίκτυο τόσο αυξάνονται οι πιθανότητες να ενημερωθούν οι κόμβοι που δεν τα έχουν λάβει. Επομένως, μια αλλαγή στη διαχείριση των redundant πακέτων και μια αύξηση των προωθήσεών τους μπορεί να συνεισφέρει περισσότερο στην αξιοπιστία του NOB-CR. Τονίζεται ότι μια τέτοια αλλαγή πρέπει να γίνει με προσοχή ώστε να αποφευχθούν οι ατέρμονες εκπομπές που περιγράφηκαν παραπάνω. Ένας τρόπος προς την κατεύθυνση αυτή είναι να επιτρέπεται η μετάδοση των n πρώτων redundant πακέτων που λαμβάνονται σε κάθε κόμβο, με το n να είναι σταθερό ή και να αλλάζει δυναμικά σύμφωνα με τις εκάστοτε συνθήκες που επικρατούν στο δίκτυο.

Τέλος, ο αλγόριθμος εύρεσης ευκαιριών κωδικοποίησης είναι ένα τμήμα των αλγορίθμων εκπομπής που χρήζει περαιτέρω έρευνας. Αυτό οφείλεται στο μεγάλο υπολογιστικό κόστος που τον χαρακτηρίζει και δυσκολεύει την εκτέλεσή του στους κόμβους περιορισμένης υπολογιστικής ισχύος που σχηματίζουν ένα MANET. Μια μελλοντική κατεύθυνση προς την ελαχιστοποίηση του παραπάνω κόστους είναι η αλλαγή της μέχρι τώρα εισόδου του αλγορίθμου που είναι τα πακέτα που αναμένουν για αποστολή. Έτσι, ο αλγόριθμος μπορεί να εξετάζει για ευκαιρίες κωδικοποίησης χρησιμοποιώντας μόνο τους upstream κόμβους. Μια τέτοια εξέταση μπορεί να πραγματοποιείται περιοδικά και να έχει ως αποτέλεσμα την κωδικοποίηση πακέτων που προέρχονται από upstream κόμβους που εντοπίστηκαν ως ικανοί να παράξουν ευκαιρίες κωδικοποίησης.



ΒΙΒΛΙΟΓΡΑΦΙΑ

- [1] Code for perfect simulation scenarios. available online at [http:// www.cs.rice.edu/santa/ research/ mobility](http://www.cs.rice.edu/santa/research/mobility).
- [2] L. Viennot A. Qayyum, A.Laouti and Projet Hipercom. Multipoint relaying: An efficient technique for flooding in mobile wireless networks, 2000.
- [3] Spiros Agathos. MT 2008-01: Broadcasting Algorithms for Mobile Ad-hoc Networks. Department of Computer Science, University of Ioannina.
- [4] R. Ahlswede, Ning Cai, S. Y. R. Li, and R. W. Yeung. Network information flow. *Information Theory, IEEE Transactions on*, 46(4):1204–1216, 2000.
- [5] Martin Wenig Arne Schmitz. The effect of the radio wave propagation model in mobile.
- [6] C. Bettstetter. Topology properties of ad hoc networks with random waypoint mobility. In *SIGMOBILE Mob. Comput. Commun. Rev.*, pages 7(3):50–52, 2003.
- [7] Jean-Yves Le Boudec, Milan Vojnovic, and Jean yves Le Boudec (epfl. Perfect simulation and stationarity of a class of mobility models, 2004.
- [8] G. Restam P. Santi C. Bettstetter. The node distribution of the random waypoint mobility model for wireless ad hoc networks. In *IEEE Transactions on Mobile Computing*, pages 2(3):257–269, 2003.
- [9] P. Chou, Y. Wu, and K. Jain. Practical network coding, 2003.
- [10] T. Clausen and P. Jacquet. Optimized link state routing protocol (olsr, 2003.
- [11] Christina Fragouli, Joerg Widmer, and Jean-Yves Le Boudec. Efficient Broadcasting Using Network Coding. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 16(2):450–463, 2008.
- [12] Christina Fragouli, Jörg Widmer, and Jean-Yves Le Boudec. A network coding approach to energy efficient broadcasting: from theory to practice. In *IEEE Infocom*, Barcelona, Spain, April 2006.



- [13] J. A. Freebersyser and B. Leiner. A dod perspective on mobile ad hoc networks, ad hoc networking. Addison Wesley, 2001.
- [14] Christopher Ho, Katia Obraczka, Gene Tsudik, and Kumar Viswanath. Flooding for reliable multicast in multi-hop ad hoc networks. In *DIALM '99: Proceedings of the 3rd international workshop on Discrete algorithms and methods for mobile computing and communications*, pages 64–71, New York, NY, USA, 1999. ACM Press.
- [15] Tracey Ho, Ralf Koetter, Muriel Medard, David R. Karger, and Michelle Effros. The benefits of coding over routing in a randomized setting. In *In Proceedings of 2003 IEEE International Symposium on Information Theory*, 2003.
- [16] IEEE. Wireless lan medium access control MAC and physical layer PHY specifications. 1997.
- [17] M. Vojnovi J. Le Boudec. Perfect simulation and stationary of a class of mobility models. 2004.
- [18] David B. Johnson and David A. Maltz. Dynamic source routing in ad hoc wireless networks. In Imielinski and Korth, editors, *Mobile Computing*, volume 353. Kluwer Academic Publishers, 1996.
- [19] Jong-Won Lee Joon Yoo, Hong-Ryeol Gil and Heekyoung Woo. An efficient flooding mechanism using implicit network information in wireless lan based ad hoc networks. In *Telecommunications Review*, pages 12(6):858–867, 2002.
- [20] K. Varadhan K. Fall. The ns manual. VINT project, Univ. California, Berkeley, CA, 2001.
- [21] N. Kadi and K. A. Agha. Network Coding based flooding using fountain codes. Univ. Paris-Sud XI, Tech. Rep. 1500, 2008.
- [22] N. Kadi and K. A. Agha. Optimized MPR-Based Flooding in Wireless Ad Hoc Networks using Network Coding. In *IFIP/IEEE Wireless Days '08*, Dubai, November 2008.
- [23] Ivan Stojmenovic Khaldoun Al Agha, Nour Kadi. Fountain codes with xor of encoded packets for broadcasting and source independent backbone in multi-hop networks using network coding. In *IEEE Vehicular Technology Conference VTC*, page 6p, Barcelona, April 2009.
- [24] R. Koetter and M. Medard. An algebraic approach to network coding. *IEEE/ACM transactions on networking*, 11(5):782–795, 2003.
- [25] Rajnish Kumar, Arnab Paul, and Umakishore Ramachandran. Fountain broadcast for wireless networks. In *IEEE 2nd International Workshop on Network Sensing Systems (INSS)*, San Diego, CA, 2005.



- [26] William C. Lee. *Mobile communications engineering*. McGraw-Hill, 1982.
- [27] L. Li, R. Ramjee, M. Buddhikot, and S. Miller. Network coding-based broadcast in mobile ad-hoc networks. In *INFOCOM 2007. 26th IEEE International Conference on Computer Communications. IEEE*, pages 1739–1747, 2007.
- [28] H Lim and C Kim. Flooding in wireless ad-hoc networks. *Computer Communications J*, (24):3–4, 2001.
- [29] Wei Lou and Jie Wu. On reducing broadcast redundancy in ad hoc wireless networks. *IEEE Transactions on Mobile Computing*, 1(2):111–123, 2002.
- [30] Luby. LT codes. In *FOCS: IEEE Symposium on Foundations of Computer Science (FOCS)*, 2002.
- [31] L. Mackenzie M. Bani Yassein, M. Ould-Khaoua and S. Papanastasiou. Improving the performance of probabilistic coding in manets. In *In Proc. of International Workshop on Wireless Ad-hoc Networks*, May 2005.
- [32] Mirco Musolesi and Cecilia Mascolo. Designing mobility models based on social network theory. *SIGMOBILE Mob. Comput. Commun. Rev.*, 11(3):59–70, 2007.
- [33] Sze-Yao Ni, Yu-Chee Tseng, Yuh-Shyan Chen, and Jang-Ping Sheu. The broadcast storm problem in a mobile ad hoc network. In *MobiCom '99: Proceedings of the 5th annual ACM/IEEE international conference on Mobile computing and networking*, pages 151–162, New York, NY, USA, 1999. ACM Press.
- [34] The Network Simulator ns-2 (v2.33). <http://www.isi.edu/nsnam/ns/>, October 2001.
- [35] M. R. Pearlman and Z. J. Haas. Determining the optimal configuration for the zone routing protocol. *Selected Areas in Communications, IEEE Journal on*, 17(8):1395–1414, 1999.
- [36] Wei Peng and Xi-Cheng Lu. On the reduction of broadcast redundancy in mobile ad hoc networks. In *MobiHoc '00: Proceedings of the 1st ACM international symposium on Mobile ad hoc networking & computing*, pages 129–130, Piscataway, NJ, USA, 2000. IEEE Press.
- [37] C. Perkins and E. Royer. *Ad-hoc on-demand distance vector routing*, 1997.
- [38] L. Rizzo. Effective Erasure Codes for Reliable Computer Communication Protocols. In *Computer Communication Review*, April 1997.
- [39] W. Hu H. Rahul M. Medard S. Katti, D. Katabi. The importance of being opportunistic: Practical network coding for wireless environments. In *ACM SIGCOMM*, Sep 2006.



- [40] W. Hu H. Rahul M. Medard J. Crowcroft S. Katti, D. Katabi. Xors in the air: Practical wireless network coding. In *ACM SIGCOMM*, Sep 2006.
- [41] Amit Kumar Saha and David B. Johnson. Modeling mobility for vehicular ad-hoc networks. In *VANET '04: Proceedings of the 1st ACM international workshop on Vehicular ad hoc networks*, pages 91–92, New York, NY, USA, 2004. ACM.
- [42] Donald J. Scott. Dynamic probabilistic retransmission in ad hoc networks. In *In Proc of the Int. Conference on Wireless Networks (ICWN '04*, pages 158–164. CSREA Press, 2004.
- [43] S. S. Skiena. The algorithm design manual. Springer-Verlag New York, Inc., New York, NY, USA, 1998.
- [44] William Stallings. Wireless Communications and Networks, Second Edition, Prentice Hall Inc., 2005.
- [45] V. Davies T. Camp, J. Goleng. A survey of mobility models for ad hoc network research. In *Wireless Communications & Mobile Computing (WCMC)*, pages 2(5):483–502, 2002.
- [46] R. L. Rivest C. E. Leiserson T. H. Cormen, C. Stein. Introduction to algorithms. McGraw-Hill Higher Education, 2001.
- [47] Jörg Widmer and Jean-Yves Le Boudec. Network coding for efficient communication in extreme networks. In *WDTN '05: Proceeding of the 2005 ACM SIGCOMM workshop on Delay-tolerant networking*, pages 284–291, New York, NY, USA, 2005. ACM Press.
- [48] Brad Williams and Tracy Camp. Comparison of broadcasting techniques for mobile ad hoc networks. In *MobiHoc '02: Proceedings of the 3rd ACM international symposium on Mobile ad hoc networking & computing*, pages 194–205, New York, NY, USA, 2002. ACM.
- [49] Shuo yen Robert Li, Senior Member, Raymond W. Yeung, and Ning Cai. Linear network coding. *IEEE Transactions on Information Theory*, 49:371–381, 2003.
- [50] Qi Zhang and Dharma P. Agrawal. Dynamic probabilistic broadcasting in manets. *J. Parallel Distrib. Comput.*, 65(2):220–233, 2005.
- [51] Lijuan Zhu, Bu sung Lee, Boon chong Seet, Kai-Juan Wong, Genping Liu, Shell ying Huang, and Keok kee Lee. Performance of new broadcast forwarding criteria in manet, 2004.



ΣΥΝΤΟΜΟ ΒΙΟΓΡΑΦΙΚΟ

Ο Νικόλαος Παπανίκος γεννήθηκε το 1982 στην Κοζάνη. Αποφοίτησε από το 2^ο Ενιαίο Λύκειο των Γρεβενών το 2000 και το 2001 εισήχθη στο προπτυχιακό πρόγραμμα σπουδών του Τμήματος Πληροφορικής του Πανεπιστημίου Ιωαννίνων. Το Σεπτέμβριο του 2007 ολοκλήρωσε τις προπτυχιακές σπουδές και έπειτα παρακολούθησε το μεταπτυχιακό πρόγραμμα σπουδών του ίδιου τμήματος. Από το 2008 είναι εργαστηριακός συνεργάτης του ΤΕΙ Δυτικής Μακεδονίας του Παραρτήματος Γρεβενών στα τμήματα Εφαρμογών Πληροφορικής στη Διοίκηση και την Οικονομία και Επιχειρησιακής Πληροφορικής. Τα ερευνητικά του ενδιαφέροντα εστιάζονται στους τομείς των Δικτύων Υπολογιστών και Λειτουργικών Συστημάτων, και συγκεκριμένα στο σχεδιασμό και την υλοποίηση πρωτοκόλλων δικτύωσης.

