

Αλγόριθμοι Εμπομπής 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

Αγάθο Σπυρίδωνα-Δημήτριο

ως μέρος των Υποχρεώσεων για τη λήψη του

ΜΕΤΑΠΤΥΧΙΑΚΟΥ ΔΙΠΛΩΜΑΤΟΣ ΣΤΗΝ ΠΛΗΡΟΦΟΡΙΚΗ
ΜΕ ΕΞΕΙΔΙΚΕΥΣΗ
ΣΤΑ ΥΠΟΛΟΓΙΣΤΙΚΑ ΣΥΣΤΗΜΑΤΑ

Φεβρουάριος 2008

ΑΦΙΕΡΩΣΗ

Αφιερώνω την διατριβή μου αυτή στην οικογένεια μου και στην Μαίρη.

ΕΥΧΑΡΙΣΤΙΕΣ

Θα ήθελα να ευχαριστήσω θερμά τον επιβλέπων καθηγητή μου κ. Ευάγγελο Παπαπέτρου για την βοήθεια, την συμπαράσταση, την υπομονή που έδειξε καθώς και για τις πολύτιμες συμβουλές του κατά την διάρκεια την εκπόνησης της διατριβής αυτής. Ένα μεγάλο ευχαριστώ στον κ. Αποστόλη Ζάρρα που δύο χρόνια τώρα με φιλοξένησε στο εργαστήριο του και στήριζε την προσπάθειά μου. Επίσης ένα μεγάλο ευχαριστώ στην οικογένειά μου, την Μαίρη και όλους τους φίλους μου οι οποίοι πάντα ήταν δίπλα μου στα δύσκολα αλλά και τα χαρούμενα περιστατικά που έζησα τα δυόμιση τελευταία χρόνια. Τέλος να ευχαριστήσω όποιον με βοήθησε με οποιονδήποτε τρόπο στην περάτωση της εργασίας αυτής.

ΠΕΡΙΕΧΟΜΕΝΑ

1	Εισαγωγή	1
1.1	Κινητά Κατά Περίπτωση Δίκτυα	1
1.2	Αντικείμενο Διατριβής	3
1.3	Διάρθρωση της διατριβής	7
2	Το Πρόβλημα της Εκπομπής στα Κινητά Κατά Περίπτωση Δίκτυα	8
2.1	Μοντελοποίηση των Κινητών Κατά Περίπτωση Δικτύων	8
2.2	Χρήσιμοι Ορισμοί	9
2.3	Το Πρόβλημα της Εκπομπής	10
2.4	Τεχνολογικά ζητήματα στην Εκπομπή	12
2.4.1	Κινητικότητα Κόμβων	12
2.4.2	Μη Τέλεια Μετάδοση Πακέτων	13
2.4.3	Συγκρούσεις Μηνυμάτων Λόγω Συγχρονισμού Μεταδόσεων	15
2.4.4	Αξιοπιστία και Δαπάνη Πόρων	16
2.5	Ανασκόπηση Σχετικών Εργασιών	17
2.5.1	Αλγόριθμοι στηριζόμενοι σε ευρετικές μεθόδους	18
2.5.2	Αλγόριθμοι στηριζόμενοι σε κατασκευή συστάδων	19
2.5.3	Μέθοδοι για προσεγγιστική κατασκευή ενός MCDS	20
2.6	Περιθώρια Βελτίωσης	27
3	Προτεινόμενες Λύσεις για Εκπομπή σε Κινητά Κατά Περίπτωση Δίκτυα	30
3.1	Κλάδεμα με Βάση το Ιστορικό Ενός Μηνύματος	31
3.1.1	Ο αλγόριθμος HDP	32
3.1.2	Ο αλγόριθμος H2DP	36
3.1.3	Μέγεθος Μηνύματος	41
3.2	Ο αλγόριθμος DPE (Dominant Pruning Enhancement)	42
3.3	Αλγόριθμοι Κατασκευής Συνόλων Προώθησης	46
3.3.1	Εκ των Υστέρων Βελτίωση του GSC	47
3.3.2	Ο αλγόριθμος EFCN	50
4	Πειραματικές Μετρήσεις	55
4.1	Περιβάλλον Προσομοίωσης	55
4.1.1	Εργαλείο Προσομοίωσης	56

4.1.2	Μοντέλο Προσομοίωσης	56
4.2	Μεθοδολογία Αξιολόγησης αλγόριθμων	59
4.2.1	Μέτρικες Αξιολόγησης Απόδοσης	59
4.2.2	Πειράματα	62
4.2.3	Οργάνωση Παρουσίασης	65
4.3	Αποτελέσματα - Σχολιασμός	65
4.3.1	Μέρος Πρώτο: Αξιολόγηση Αλγόριθμων HDP και H2DP	65
4.3.2	Μέρος Δεύτερο: Αξιολόγηση του Αλγόριθμου DPE	84
4.3.3	Μέρος Τρίτο: Αξιολόγηση Αλγόριθμων Κατασκευής Συνόλων Προώ- θησης	91
5	Συμπεράσματα	96

ΕΥΡΕΤΗΡΙΟ ΣΧΗΜΑΤΩΝ

1.1	Δρομολόγηση μηνύματος σε MANET	3
1.2	Πλεονάζουσες εκπομπές σε εκτέλεση πλημμύρας	4
2.1	MANET: G_0	9
2.2	MANET: G_5	9
2.3	Εκπομπή σε δίκτυο MANET	11
2.4	Απώλεια δύο μηνυμάτων	15
2.5	Αποτυχία εκπομπής	15
2.6	Σύγκρουση μηνυμάτων λόγω συγχρονισμού	15
2.7	Αξιοπιστία λόγω διπλότυπου μηνύματος	16
2.8	Σχηματισμός συστάδων σε MANET	19
2.9	Κατασκευή συνόλου προώθησης του κόμβου k	23
2.10	Σύγκριση των συνόλων U :(a) DP (b) TDP (c) PDP.	26
3.1	Δομή πακέτου HDP	33
3.2	Παράδειγμα λανθασμένης επεξεργασίας διπλότυπου	34
3.3	Σύγκριση των συνόλων U :(a) DP (b) HDP	35
3.4	Σύγκριση των συνόλων U :(a) TDP (b) H2DP	39
3.5	Ο n ανήκει σε δύο σύνολα U	43
3.6	Η τεχνική DPE	43
3.7	$Fw(k) = \{1, 2, 3\}$, $Fw_{opt}(k) = \{1, 3\}$	47
3.8	Παράδειγμα αποτυχημένης επιλογής $Fw(k)$	49
3.9	Παράδειγμα χρήσης της τεχνικής EFCN	52
4.1	Παράδειγμα διαδρομής κόμβου που ακολουθεί το μοντέλο RWP	57
4.2	Τμήμα από περιοχή ρεαλιστικής κίνησης οχημάτων	57
4.3	Αξιολόγηση εκτέλεσης μιας εκπομπής	61
4.4	Διαμερισμός δικτύου σε δύο ομάδες	63
4.5	Μεγάλη ακτίνα οδηγεί σε λίγες προωθήσεις	64
4.6	Μέρος 1, Πείραμα 1: Απόδοση Αλγόριθμων σαν συνάρτηση της κινητικότητας των κόμβων σε δίκτυο $1000 \times 1000 m^2$	70
4.7	Μέρος 1, Πείραμα 2: Απόδοση των αλγόριθμων σαν συνάρτηση του αριθμού των κόμβων σε δίκτυο $1000 \times 1000 m^2$ με μέγιστη ταχύτητα $s = 20 m/sec$	73

4.8	Μέρος 1, Πείραμα 2: Απόδοση των αλγόριθμων σαν συνάρτηση του αριθμού των κόμβων σε δίκτυο $1000 \times 1000 m^2$ με μέγιστη ταχύτητα $s = 5m/sec$. . .	75
4.9	Μέρος 1, Πείραμα 3: Απόδοση των αλγόριθμων σαν συνάρτηση της ακτίνας επικοινωνίας ενός κόμβου σε δίκτυο $1000 \times 1000 m^2$ με μέγιστη ταχύτητα $20m/sec$	78
4.10	Μέρος 1, Πείραμα 3: Απόδοση των αλγόριθμων σαν συνάρτηση της ακτίνας επικοινωνίας ενός κόμβου σε δίκτυο $1000 \times 1000 m^2$ με μέγιστη ταχύτητα $5m/sec$	81
4.11	Μέρος 1, Πείραμα 4: Απόδοση Αλγόριθμων σαν συνάρτηση του διαστήματος μεταδόσεων μηνυμάτων ελέγχου σε δίκτυο $1000 \times 1000 m^2$ με μέγιστη ταχύτητα $s = 20m/sec$	83
4.12	Μέρος 1, Πείραμα 4: Απόδοση Αλγόριθμων σαν συνάρτηση του διαστήματος μεταδόσεων μηνυμάτων ελέγχου σε δίκτυο $1000 \times 1000 m^2$ με μέγιστη ταχύτητα $s = 5m/sec$	85
4.13	Μέρος 2, Πείραμα 1:Μεταβαλλόμενη Κινητικότητα Κόμβων	87
4.14	Μέρος 2, Πείραμα 2:Μεταβαλλόμενος Αριθμός Κόμβων	89
4.15	Μέρος 2, Πείραμα 3: Μεταβαλλόμενη Ακτίνα Επικοινωνίας Κόμβων	90
4.16	Μέρος 2, Πείραμα 4: Μεταβαλλόμενος Ρυθμός Αποστολής Μηνυμάτων Ελέγχου	92
4.17	Μέρος 3, Πείραμα 2:Μεταβαλλόμενος Αριθμός Κόμβων	94
4.18	Μέρος 3, Πείραμα 3:Μεταβαλλόμενη Ακτίνα Επικοινωνίας Κόμβων	95
5.1	Μέρος 1, Πείραμα 2: Απόδοση των αλγόριθμων σαν συνάρτηση του αριθμού των κόμβων σε δίκτυο $1000 \times 1000 m^2$ με μοντέλο κίνησης VANET	105
5.2	Μέρος 1, Πείραμα 3: Απόδοση των αλγόριθμων σαν συνάρτηση της ακτίνας επικοινωνίας ενός κόμβου σε δίκτυο $1000 \times 1000 m^2$ με μοντέλο κίνησης VANET	106
5.3	Μέρος 1, Πείραμα 4: Απόδοση Αλγόριθμων σαν συνάρτηση του διαστήματος μεταδόσεων μηνυμάτων ελέγχου σε δίκτυο $1000 \times 1000 m^2$ με μοντέλο κίνησης VANET	107
5.4	Μέρος 2, Πείραμα 1: Απόδοση Αλγόριθμων σαν συνάρτηση της κινητικότητας των κόμβων σε δίκτυο $2000 \times 500 m^2$ με μέγιστη ταχύτητα $s = 5m/sec$.	108
5.5	Μέρος 2, Πείραμα 2: Απόδοση των αλγόριθμων σαν συνάρτηση του αριθμού των κόμβων σε δίκτυο $2000 \times 500 m^2$ με μέγιστη ταχύτητα $s = 5m/sec$	109
5.6	Μέρος 2, Πείραμα 3: Απόδοση των αλγόριθμων σαν συνάρτηση της ακτίνας επικοινωνίας ενός κόμβου σε δίκτυο $2000 \times 500 m^2$ με μέγιστη ταχύτητα $s = 5m/sec$	110
5.7	Μέρος 2, Πείραμα 4: Απόδοση Αλγόριθμων σαν συνάρτηση του διαστήματος μεταδόσεων μηνυμάτων ελέγχου σε δίκτυο $2000 \times 500 m^2$ με μέγιστη ταχύτητα $s = 5m/sec$	111

ΕΥΡΕΤΗΡΙΟ ΠΙΝΑΚΩΝ

4.1 Πίνακας Παραμέτρων Προσομοίωσης	59
---	----

ΕΥΡΕΤΗΡΙΟ ΑΛΓΟΡΙΘΜΩΝ

1	Ψευδοκώδικας του αλγόριθμου SP	24
2	Ψευδοκώδικας του αλγόριθμου DP	25
3	Ψευδοκώδικας του αλγόριθμου PDP	27
4	Ψευδοκώδικας του αλγόριθμου TDP	28
5	Ψευδοκώδικας του αλγόριθμου GSC	29
6	Ψευδοκώδικας του αλγόριθμου HDP	37
7	Ψευδοκώδικας του αλγόριθμου H2DP	40
8	Ψευδοκώδικας του αλγόριθμου PEFS	49
9	Ψευδοκώδικας του αλγόριθμου EFCN	53

ΠΕΡΙΛΗΨΗ

Σπυρίδων Δημήτριος Αγάθος του Νικολάου και της Νικολέττας. MSc, Τμήμα Πληροφορικής, Πανεπιστήμιο Ιωαννίνων, Φεβρουάριος 2008. Αλγόριθμοι Εκπομπής σε Κινητά Κατά Περίπτωση Δίκτυα.

Επιβλέπωντας: Ευάγγελος Παπαπέτρου.

Τα κινητά κατά περίπτωση δίκτυα (MANETs) πολλών αλμάτων είναι ένας ιδιαίτερα δημοφιλής τομέας των ασύρματων τοπικών δικτύων (WLAN) κυρίως λόγω της ευελιξίας που παρέχουν. Ένα πρόβλημα που χρήζει προσοχής στην λειτουργία των MANETs, είναι η αποδοτική εκτέλεση της εκπομπής ενός μηνύματος, δηλαδή της μετάδοσης του μηνύματος σε όλους τους κόμβους του δικτύου διότι αρκετά πρωτόκολλα βασίζουν την λειτουργικότητά τους πάνω σε αυτήν. Ο πιο απλός αλγόριθμος για εκτέλεση εκπομπής είναι η πλημμύρα, η χρήση της οποίας κρίνεται αναποτελεσματική λόγω των πολλών πλεονάζουσων προωθήσεων μηνυμάτων που προκαλεί. Για τον λόγο αυτό έχουν προταθεί αρκετοί αλγόριθμοι εκπομπής. Από τους αλγόριθμους αυτούς μεγαλύτερο ενδιαφέρον παρουσιάζει η κατηγορία αυτών που προσεγγίζουν την κατασκευή ενός MCDS (Minimum Connected Dominating Set). Στα πλαίσια της διατριβής αυτής πραγματοποιήθηκε έρευνα στην συγκεκριμένη κατηγορία αλγόριθμων, τα αποτελέσματα της οποίας ήταν ο σχεδιασμός των αλγόριθμων εκπομπής HDP και H2DP. Επίσης σχεδιάστηκε ο αλγόριθμος DPE, ο οποίος δύναται να ενσωματωθεί σε οποιονδήποτε αλγόριθμο εκπομπής με στόχο τη βελτίωση της απόδοσής του. Τέλος πραγματοποιήθηκε μελέτη της λειτουργίας του αλγόριθμου GSC, ο οποίος δοθέντων των υποψηφίων κόμβων για προώθηση του μηνύματος επιλέγει το σύνολο των κόμβων που αποτελούν το MCDS. Ο GSC είναι κύριο συστατικό της μελετούμενης κατηγορίας αλγόριθμων εκπομπής. Το αποτέλεσμα της μελέτης αυτή ήταν ο σχεδιασμός αλγόριθμων των PEFS και EFCN, οι οποίοι είναι αποδοτικότεροι σε σχέση με τον GSC. Για την αξιολόγηση των προτεινόμενων αλγόριθμων πραγματοποιήθηκε σειρά πειραμάτων σε ρεαλιστικά σενάρια δικτύων. Τα αποτελέσματα έδειξαν ότι η εκτέλεση των προτεινόμενων αλγόριθμων έχει ως αποτέλεσμα σημαντική μείωση στον αριθμό των κόμβων, οι οποίοι πρέπει να προωθήσουν ένα εκπεμπόμενο μήνυμα, ώστε αυτό να παραδοθεί σε όλους τους κόμβους του δικτύου.

EXTENDED ABSTRACT IN ENGLISH

Agathos, Spiridwn-Dimitrios. MSc, Computer Science Department, University of Ioannina, Greece. February, 2008. Broadcasting Algorithms For Mobile Ad-Hoc Networks.
Thesis Supervisor: Evangelos Papapetrou.

The use of Mobile Ad-Hoc Networks (MANETs) has been spread in many areas and application nowadays. Their primary advantage is the quick and flexible deployment without the need of central administration. Multihop MANETs is a special case of Ad-Hoc Networks, where a message has to be transmitted several times by intermediate placed nodes, in order to reach its destination node. In many cases, wireless networking protocols require a wireless node to broadcast a message, that is to send a message to all others nodes in the network. For example, many routing algorithms use network layer broadcasting in order to discover a new route to a node, or send a route invalidation message. The most popular technique for reliable broadcasting is simple flooding. A study of pure flooding proved that its use is not appropriate for MANETs. Due to extensive use of network-wide broadcasting, a variety of research groups has been concerned with efficient flooding. Schemes that approximate the construction of a minimum connected dominating set (MCDS) on an on-demand basis, have been identified to provide a flexible and low overhead solution. Here, when a node receives a broadcasting message retransmits it only if this node belongs to the MCDS. DP, PDP and TDP are well known broadcasting algorithms which lie in this category.

In this thesis, five new algorithms are proposed that can be classified in three categories and ameliorate broadcasting in wireless ad-hoc networks. In the first two algorithms, namely HDP and H2DP, nodes retain 2-hop neighborhood information by periodically exchanging HELLO messages containing 1-hop neighborhood information. When a node u wants to broadcast a packet, it first determines his list of forwarding nodes $Fw(u)$, that is nodes belong to MCDS. However, in order to reduce the size of the forwarding set, HDP and H2DP make the observation that a packet's history, i.e. the nodes that have already received the packet, may be utilized in the node's pruning process. Ns2 simulator was used in order to evaluate HDP and H2DP and compare them to DP and TDP protocols, which yield the best performance so far in this category of protocols. The results show significantly reduced overhead for the proposed schemes compared to DP and TDP, whereas they achieve approximately the same efficiency.

A comprehensive study of algorithms that utilize forwarding sets led to the design of DPE algorithm. During the construction of $Fw(u)$, node u must define the set $U(u)$ of nodes expecting to receive the message after the transmission of all nodes in $Fw(u)$. DPE can be used as a part of a broadcast algorithm and uses neighbor obtained information in order to reduce amount of duplicate packets received by a node. To make this possible DPE tries to ensure that if i and j are two neighboring nodes of u , then $U(i) \cup U(j) = \emptyset$, that is every node exists in only one $U(i)$ set of a node $i \in N(u)$. Simulation results show that algorithms which embed DPE, perform less overhead and have the same delivery ratio.

The rest two algorithms called PEFS and EFCN were drawn in order to perform better than GSC. Broadcasting algorithms take advantage of GSC in order to construct forward sets. However, construction of forward sets is proven to be an NP-complete problem and the greedy nature of GSC results non-optimal sized forward sets. PEFS is a heuristic scheme that takes as input the forward set produced by GSC and removes redundant nodes. On the other hand, EFCN uses a new heuristic to modify the order of electing forwarding nodes, in order to construct smaller forward sets. Simulations comparing PEFS and EFCN to GSC prove that both proposed schemes manage to construct forward sets containing less nodes than GSC while at the same time attain similar delivery ratio to the aforementioned algorithm.

ΚΕΦΑΛΑΙΟ 1

ΕΙΣΑΓΩΓΗ

1.1 Κινητά Κατά Περίπτωση Δίκτυα

1.2 Αντικείμενο Διατριβής

1.3 Διάρθρωση της διατριβής

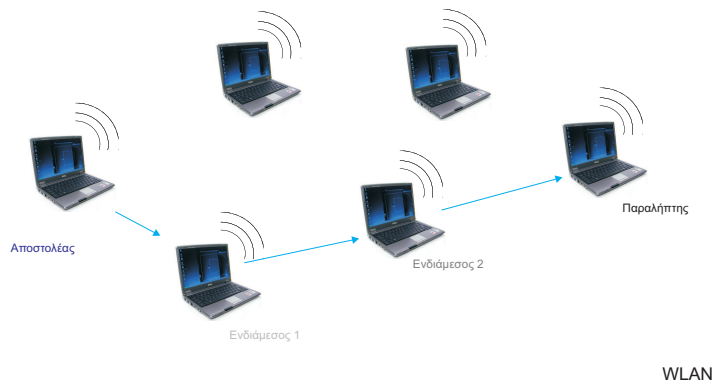
1.1 Κινητά Κατά Περίπτωση Δίκτυα

Τα δίκτυα υπολογιστών από την λειτουργία του ARPAnet το 1972 μέχρι σήμερα, έχουν γνωρίσει μεγάλη ανάπτυξη και βοήθησαν στην διάδοση των ηλεκτρονικών υπολογιστών. Τα δίκτυα υπολογιστών χωρίζονται, με βάση το μέσο με το οποίο οι κόμβοι (υπολογιστές ή οποιαδήποτε άλλη συσκευή) συνδέονται μεταξύ τους σε δύο κατηγορίες, τα ενσύρματα και τα ασύρματα. Στα ενσύρματα δίκτυα υπάρχει ένα είδος καλωδίου μεταξύ των κόμβων, ενώ στα ασύρματα το κοινό μέσο είναι ο αέρας. Τα ενσύρματα δίκτυα εμφανίστηκαν πρώτα, όμως με την εμφάνιση διαφόρων φορητών συσκευών, ακολούθησε παράλληλα και η ραγδαία ανάπτυξη των ασυρμάτων δικτύων. Το πρώτο ασύρματο δίκτυο ήταν το ALOHA που λειτούργησε την δεκαετία του 1970. Από τότε μέχρι σήμερα έχουν εμφανιστεί διάφορα είδη ασυρμάτων δικτύων.

Τα ασύρματα δίκτυα μπορούν να διακριθούν, με βάση την κλίμακά τους, σε ασύρματα τοπικά δίκτυα (WLAN), σε ασύρματα μητροπολιτικά δίκτυα (WMAN) και σε ασύρματα δίκτυα ευρείας περιοχής (WWAN). Τα WMAN αποτελούν δίκτυα των οποίων η εμβέλεια καλύπτει μια ολόκληρη πόλη, ενώ τα δίκτυα κινήτης τηλεφωνίας ή τα δορυφορικά δίκτυα είναι παραδείγματα WWAN. Ιδιαίτερη ωστόσο ανάπτυξη έχουν γνωρίσει τα τελευταία χρόνια τα ασύρματα τοπικά δίκτυα. Πολλές είναι οι εφαρμογές των ασυρμάτων τοπικών δικτύων, μεταξύ των οποίων είναι η παροχή πρόσβασης στο διαδίκτυο σε μεγάλες περιοχές, όπως για παράδειγμα τα αεροδρόμια. Τα δίκτυα αυτά χρησιμοποιούνται επίσης σε αίθουσες συνεδριάσεων όπου συμβαίνουν συναντήσεις ή συζητήσεις στις οποίες οι εμπλεκόμενοι επιθυμούν

γρήγορη ανταλλαγή πληροφοριών. Επίσης έχουν δημιουργηθεί WLAN τα οποία καλύπτουν τις ανάγκες δικτύωσης ενός κτιρίου ή ενός συγκροτήματος κτιρίων όπως είναι, π.χ. η περιοχή ενός Πανεπιστημίου. Υπάρχουν βέβαια και άλλες σημαντικές χρήσεις των WLANs, όπως για παράδειγμα σε περιπτώσεις φυσικών καταστροφών, σε επιχειρήσεις εύρεσης και διάσωσης ή σε περιπτώσεις όπου η κατασκευή ενσύρματου δικτύου είναι δύσκολη, οικονομικά ασύμφορη ή και αδύνατη. Τέλος, αρκετές εφαρμογές χρησιμοποιούν ασύρματα δίκτυα αισθητήρων για διάφορες μετρήσεις.

Τα ασύρματα τοπικά δίκτυα μπορούν να χωριστούν με βάση τον τρόπο κατασκευής και λειτουργίας τους, σε Δομημένα (infrastructure) και Κατά Περίπτωση Δίκτυα (Ad - hoc). Για την κατασκευή ενός Δομημένου δικτύου απαιτείται η εγκατάσταση μιας υποδομής, η οποία περιλαμβάνει ένα σταθερό κεντρικό κόμβο, που έχει τον ρόλο του ρυθμιστή της επικοινωνίας των κόμβων. Κατά την διάρκεια λειτουργίας ενός τέτοιου δικτύου οι κόμβοι πρέπει να βρίσκονται εντός της εμβέλειας του κεντρικού κόμβου ώστε να μπορούν συμμετέχουν στο δίκτυο. Στα Ad - Hoc δίκτυα δεν απαιτείται η ύπαρξη μιας τέτοιας υποδομής. Εδώ η λειτουργία του δικτύου είναι κατανεμημένη και κάθε κόμβος μπορεί να εισέρχεται και να εξέρχεται από το δίκτυο αυθαίρετα. Τα Ad - hoc δίκτυα στην γενική τους περίπτωση έχουν το χαρακτηριστικό της κίνησης έτσι το πιο αντιπροσωπευτικό όνομά τους είναι MANETs (Mobile Ad - hoc NETWORKS). Μια ειδική περίπτωση των MANETs είναι αυτή όπου κάθε κόμβος που ανήκει σε ένα MANET βρίσκεται στην εμβέλεια όλων των υπολοίπων κόμβων του δικτύου. Στο δίκτυο αυτό θεωρείται ότι υπάρχει επικοινωνία ενός άλματος (1 - hop) και ονομάζεται έτσι γιατί ένα μήνυμα πρέπει να μεταδοθεί μόνο μια φορά στο κοινό μέσο (δηλαδή να κάνει ένα άλμα) ώστε να φτάσει στον προορισμό του. Η περίπτωση της 1 - hop επικοινωνίας δεν είναι ο κανόνας αλλά η εξαίρεση στα MANETs, όπου σπάνια κάθε κόμβος βρίσκεται στην εμβέλεια όλων των υπολοίπων, λόγω της αυτόβουλης κίνησης των κόμβων τους. Έτσι η επικοινωνία πολλών αλμάτων (multihop) είναι χαρακτηριστική ιδιότητα των δικτύων αυτών. Στην multihop επικοινωνία ένα μήνυμα ενδεχομένως να μεταδωθεί αρκετές φορές στο κοινό μέσο (πολλαπλά άλματα), δηλαδή να περάσει από αρκετούς ενδιάμεσους κόμβους που θα το προωθούν, μέχρι να φτάσει στον προορισμό του. Βασική ιδιότητα των MANETs είναι η ευελιξία τους και ο μόνος περιορισμός για την συμμετοχή ενός κόμβου στο δίκτυο, είναι να βρίσκεται εντός της εμβέλειας ενός άλλου κόμβου που συμμετέχει σε αυτό. Για τους παραπάνω λόγους τα δίκτυα αυτά είναι ιδιαίτερα δημοφιλή και μπορούν να χρησιμοποιηθούν σε μεγάλο εύρος εφαρμογών. Ωστόσο η ευελιξία αυτή δημιουργεί ορισμένα ζητήματα που πρέπει να επιλυθούν για να είναι δυνατή η σωστή λειτουργία τους. Το βασικότερο ζήτημα στα MANETs είναι η δρομολόγηση των πακέτων. Κάθε κόμβος στα δίκτυα αυτά πρέπει να δρομολογεί πακέτα, δηλαδή να έχει κάποια μορφή πληροφορίας που θα του επιτρέπει να προωθεί ένα μήνυμα στον προορισμό του. Όπως έχει προαναφερθεί, για να φτάσει ένα μήνυμα στον τελικό προορισμό του ενδεχομένως θα χρειαστεί την διαμεσολάβηση ενός ή περισσότερων κόμβων του δικτύου, ένα τέτοιο παράδειγμα φαίνεται στο Σχήμα 1.1. Το κυρίως πρόβλημα που πρέπει να αντιμετωπίσει η δρομολόγηση είναι η διαρκής αλλαγή της τοπολογίας του δικτύου που οφείλεται στην κινητικότητα των κόμβων. Η επίλυση του προβλήματος της δρομολόγησης στα MANETs συχνά εμπλέκει την διαδικασία

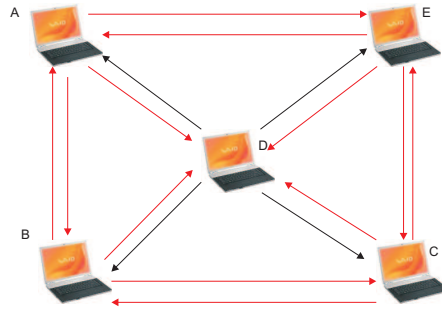


Σχήμα 1.1: Δρομολόγηση μηνύματος σε MANET

της εκπομπής, όπως θα γίνει κατανοητό στην συνέχεια. Η εκπομπή είναι μια διαδικασία εξαιρετικής σημασίας για τα MANETs λόγω της συχνής χρήσης της για την αντιμετώπιση πολλών προβλημάτων. Έτσι αρκετές ερευνητικές ομάδες έχουν ασχοληθεί με αυτήν. Στην επόμενη ενότητα γίνεται αναλυτική περιγραφή της εκπομπής καθώς και των προβλημάτων που αυτή εισάγει.

1.2 Αντικείμενο Διατριβής

Ένας κόμβος σε ένα MANET πολλών αλμάτων πραγματοποιεί μια εκπομπή (ή ευρεία μετάδοση) [36] ενός μηνύματος, όταν επιθυμεί να παραλάβουν το συγκεκριμένο μήνυμα όλοι οι κόμβοι που αποτελούν το δίκτυο. Με τον όρο μετάδοση ενός μηνύματος εννοείται η διαδικασία κατά την οποία ένας κόμβος στέλνει ένα μήνυμα ώστε να το παραλάβουν μόνο οι γείτονές του. Έστω ότι ένας κόμβος βρίσκεται τοπολογικά ανάμεσα από τον αποστολέα και το παραλήπτη ενός μηνύματος, δηλαδή είναι ένας ενδιάμεσος κόμβος στην διαδρομή του μηνύματος αυτού. Η διαδικασία μετάδοσης του συγκεκριμένου μηνύματος από τον ενδιάμεσο κόμβο ονομάζεται προώθηση του μηνύματος ώστε να φτάσει στον τελικό προορισμό του. Η διαδικασία της εκπομπής χρήζει μεγάλης προσοχής στα MANETs, διότι αρκετά πρωτόκολλα βασίζονται στην λειτουργικότητά τους πάνω σε αυτήν. Για παράδειγμα αρκετοί αλγόριθμοι για την δρομολόγηση πακέτων χρησιμοποιούν την εκπομπή για να ανακαλύψουν την διαδρομή που θα ακολουθήσει ένα πακέτο ώστε να φτάσει στον προορισμό του [28], [13], [24], [26]. Τα κινητά κατά περίπτωση δίκτυα έχουν πολλές διαφορές σε σχέση με τα ενσύρματα. Έτσι οι παραδοσιακοί αλγόριθμοι που έχουν κατασκευαστεί και χρησιμοποιηθεί με επιτυχία σε ενσύρματα δίκτυα για την υλοποίηση της εκπομπής δεν μπορούν να μεταφερθούν αυτούσιοι σε αυτό το είδος δικτύων. Οι διαφορές αυτές οφείλονται στα ιδιαίτερα χαρακτηριστικά των ασύρματων δικτύων, όπως η κινητικότητα των κόμβων, οι ατέλειες του ασύρματου καναλιού, κ.λ.π. Οι αλγόριθμοι που αφορούν τα ενσύρματα δίκτυα εκμεταλλεύονται τις ιδιότητες που τα χαρακτηρίζουν, όπως η σταθερή και εκ των προτέρων γνωστή τοπολογία του δικτύου, η σταθερή τροφοδοσία ενέργειας σε κάθε κόμβο του δι-



Σχήμα 1.2: Πλεονάζουσες εκπομπές σε εκτέλεση πλημμύρας

κτύου και η σχετικά μεγάλη επεξεργαστική ισχύς. Επίσης τα κανάλια που μεταφέρουν την πληροφορία, δηλαδή τα καλώδια που συνδέουν τους κόμβους, έχουν μεγάλο εύρος ζώνης το οποίο σήμερα είναι της τάξης των Gigabit. Αντίθετα στα ασύρματα κινητά αδόμητα δίκτυα η τοπολογία αλλάζει συνεχώς, διότι όπως προαναφέρθηκε οι κόμβοι μπορούν να εισέρχονται και να εγκαταλείπουν το δίκτυο αυθαίρετα καθώς και να κινούνται σε οποιαδήποτε κατεύθυνση. Οι αλγόριθμοι που εκτελούνται στα δίκτυα αυτά θα πρέπει να λαμβάνουν υπόψιν τους την εξοικονόμηση ενέργειας, διότι η επεξεργαστική ισχύς και η ενέργεια στους κόμβους είναι συνήθως περιορισμένη. Επίσης οι εκπομπές μηνυμάτων θα πρέπει να είναι όσο το δυνατόν λιγότερες διότι αφενός σπαταλούν την ενέργεια των κόμβων, αφετέρου καταλαμβάνουν το περιορισμένο εύρος ζώνης που χαρακτηρίζει το κοινό μέσο των ασυρμάτων δικτύων.

Η παρούσα διατριβή εστιάζει στην έρευνα σε αλγόριθμους εκπομπής σε MANET. Ο πιο απλός αλγόριθμος για την υλοποίηση της εκπομπής είναι η απλή πλημμύρα [36] (simple flooding). Σε αυτήν ένας κόμβος ξεκινά την εκπομπή ενός μηνύματος με την μετάδοση του μηνύματος αυτού σε όλους τους γείτονές του. Κάθε κόμβος που θα λάβει το μήνυμα για πρώτη φορά το προωθεί έτσι ώστε να το μεταδώσει στους δικούς του γείτονες. Στην απλή αυτή λύση είναι προφανές ότι θα υπάρχουν αρκετές περιττές εκπομπές μηνυμάτων, οι οποίες σπαταλούν την ενέργεια των κόμβων και το εύρος ζώνης του καναλιού. Στο Σχήμα 1.2 φαίνεται ένα παράδειγμα δικτύου όπου κάθε κόμβος βρίσκεται εντός της εμβέλειας των υπολοίπων. Στο σενάριο αυτό ο κόμβος *D* εκπέμπει ένα μήνυμα και όπως είναι αναμενόμενο το λαμβάνουν οι υπόλοιποι. Σύμφωνα με τον αλγόριθμο της πλημμύρας μόλις οι κόμβοι λάβουν το μήνυμα θα το προωθήσουν και έτσι θα συμβούν τέσσερις πλεονάζουσες προωθήσεις. Οι πλεονάζουσες προωθήσεις είναι κατανοητό ότι αυξάνονται σε πιο σύνθετα δίκτυα. Έρευνες για την χρήση της απλής πλημμύρας έδειξαν ότι είναι ακατάλληλη για δίκτυα MANET [35]. Ο βέλτιστος αλγόριθμος για την εκτέλεση της εκπομπής είναι αυτός που προκαλεί τον μικρότερο αριθμό από προωθήσεις μηνυμάτων και ταυτόχρονα παραδίδει το αρχικό μήνυμα σε όλους τους κόμβους του δικτύου. Παρόλα τα μειονεκτήματά του, ο αλγόριθμος της πλημμύρας χρησιμοποιείται σε ειδικές περιπτώσεις ασυρμάτων δικτύων. Για παράδειγμα σε δίκτυα όπου κατά την αποστολή μηνυμάτων υπάρχει μεγάλη πιθανότητα το μήνυμα να μην παραδοθεί λόγω προβλημάτων στο ασύρματο κανάλι, ή σε δίκτυα

όπου η ανάγκη το μήνυμα να φτάσει οπωσδήποτε σε όλους τους κόμβους είναι πρωτεύον ζήτημα [10]. Αρκετές ερευνητικές ομάδες έχουν ασχοληθεί με το πρόβλημα της εκπομπής σε κινητά κατά περίπτωση δίκτυα και αρκετές λύσεις έχουν προταθεί. Στόχος της έρευνας αυτής είναι η εύρεση αποδοτικών αλγόριθμων για την εκπομπή μηνυμάτων έτσι ώστε να είναι δυνατή η λήψη του εκπεμπόμενου μηνύματος από όλους τους κόμβους του δικτύου και ταυτόχρονα να ελαχιστοποιείται ο αριθμός των κόμβων που πρέπει να το προωθήσουν. Ανάμεσα στους αλγόριθμους που έχουν προταθεί, ξεχωρίζει για την απλότητα και αποδοτικότητά της, μια ομάδα από αλγόριθμους οι οποίοι εκτελούνται δυναμικά κάθε φορά που ένας κόμβος επιθυμεί να κάνει μια εκπομπή.

Οι αλγόριθμοι αυτοί προσπαθούν να βρουν μια προσέγγιση του ελάχιστου συνόλου κόμβων, οι οποίοι θα πρέπει να προωθήσουν ένα μήνυμα, έτσι ώστε να είναι δυνατή η λήψη του από όλους τους κόμβους του δικτύου. Στα δίκτυα που χρησιμοποιούνται οι αλγόριθμοι αυτοί, οι κόμβοι ανταλλάσσουν περιοδικά μηνύματα τα οποία περιέχουν τα αναγνωριστικά (π.χ. τις διευθύνσεις) των γειτονικών κόμβων έτσι ώστε να αποκτήσουν πληροφορίες για το δίκτυο. Όταν ένας κόμβος επιθυμεί να πραγματοποιήσει εκπομπή ενός μηνύματος, τότε πρέπει να καθορίζει το σύνολο των κόμβων που θα πρέπει να προωθήσουν το μήνυμα. Για τον καθορισμό του συνόλου αυτού ο κόμβος ακολουθεί μια διαδικασία κλαδέματος (pruning process) κατά την οποία αποκλείει ορισμένους από τους γειτονικούς κόμβους οι οποίοι αρχικά είναι υποψήφιοι για να προωθήσουν το μήνυμα. Η ακριβής διαδικασία κλαδέματος ορίζεται από τον εκάστοτε αλγόριθμο εκπομπής. Επίσης οι διάφοροι αλγόριθμοι διαφέρουν στην έκταση των πληροφοριών που συγκεντρώνουν σχετικά με το δίκτυο αλλά και στον τρόπο που αξιοποιούν τις πληροφορίες αυτές. Οι γειτονικοί κόμβοι που θα προωθήσουν το μήνυμα αποτελούν το σύνολο προώθησης (*Forwarding Set*) το οποίο ενσωματώνεται στο προωθούμενο μήνυμα.

Η παρούσα διατριβή εστιάζει την έρευνά της στους αλγόριθμους που χρησιμοποιούν τη διαδικασία κλαδέματος. Τα αποτελέσματα της έρευνας μπορούν να χωριστούν σε τρία μέρη. Στο πρώτο μέρος θα παρουσιαστεί μια νέα ομάδα αλγόριθμων εκπομπής, οι οποίοι αξιοποιούν την αλληλουχία των κόμβων που έχουν προωθήσει ένα μήνυμα, ώστε να μειώσουν το σύνολο των κόμβων που τελικά θα χρειαστεί να το προωθήσουν. Ο πρώτος αλγόριθμος της ομάδας αυτής ονομάζεται Κλάδεμα με Βάση την Ιστορία - HDP (History - based Dominant Pruning) και αξιοποιεί την ιστορία που δημιουργείται από τους γείτονες των κόμβων που προωθούν το μήνυμα. Ο δεύτερος αλγόριθμος ονομάζεται H2DP (History Based 2 - Hop Dominant Pruning) και αξιοποιεί την ιστορία που δημιουργείται αν κάθε κόμβος που προωθεί ένα μήνυμα, προσθέτει σε αυτήν όχι μόνο τους γείτονές τους αλλά και τους γείτονες αυτών. Η καινοτομία των αλγόριθμων HDP και H2DP βρίσκεται στη διαδικασία επιλογής του συνόλου προώθησης. Συγκεκριμένα οι αλγόριθμοι αξιοποιούν την πληροφορία για τους κόμβους οι οποίοι έχουν ήδη λάβει το πακέτο, στην διαδικασία κατασκευής του συνόλου προώθησης. Η πληροφορία αυτή είναι αποθηκευμένη στην κεφαλίδα του εκάστοτε μηνύματος. Για την αξιολόγηση των δύο νέων αλγόριθμων πραγματοποιήθηκε σύνολο πειραμάτων, στα οποία οι αλγόριθμοι αυτοί συγκρίθηκαν με τους σημαντικότερους

από τους ήδη υπάρχοντες. Τα πειράματα αυτά έδειξαν ότι οι νέοι αλγόριθμοι προσφέρουν βελτιωμένη απόδοση ως προς τον συνολικό αριθμό των μεταδόσεων που χρειάζονται ώστε να ολοκληρωθεί μια εκπομπή.

Στην συνέχεια παρουσιάζεται το δεύτερο θέμα με το οποίο ασχολείται η παρούσα εργασία. Πρόκειται για μια γενική βελτίωση η οποία ονομάζεται DPE (Dominant Pruning Enhancement), που αφορά όλους τους αλγόριθμους οι οποίοι χρησιμοποιούν σύνολα προώθησης, τα οποία αποθηκεύονται στα εκπεμπόμενα μηνύματα. Συγκεκριμένα ο προτεινόμενος αλγόριθμος χρησιμοποιεί πληροφορίες από την τοπολογία του δικτύου, προσθέτοντας παραπάνω πληροφορία στα σύνολα προώθησης, ώστε να μειώσει τις λήψεις διπλοτύπων από τους κόμβους του δικτύου. Κάθε κόμβος που εκτελεί τον αλγόριθμο DPE, μπορεί να χρησιμοποιήσει την παραπάνω πληροφορία που προστέθηκε, ώστε να πετύχει αποδοτικότερο κλάδεμα των γειτονικών κόμβων που είναι υποψήφιοι να προωθήσουν το μήνυμα. Η βελτίωση αυτή εφαρμόστηκε στους υπάρχοντες αλγόριθμους και στους δύο νέους που προτείνονται στο πρώτο μέρος της διατριβής. Τα αποτελέσματα έδειξαν ότι με την συγκεκριμένη βελτίωση επιτυγχάνεται μείωση στον αριθμό των κόμβων που προωθούν το μήνυμα, ενώ το ποσοστό των κόμβων που το λαμβάνουν, δεν αλλάζει σημαντικά.

Στο τελευταίο μέρος η εργασία εστιάζει στον αλγόριθμο Greedy Set Cover (GSC) [17]. Ο GSC έχει σκοπό να κατασκευάσει το σύνολο προώθησης ενός κόμβου. Το πρόβλημα της κατασκευής του συνόλου προώθησης έχει αποδειχθεί ότι είναι υπολογιστικά ακριβό. Ο GSC ο οποίος ανήκει στην κατηγορία των άπληστων αλγόριθμων (Greedy Algorithms), είναι ένας ευρετικός αλγόριθμος, και επομένως τα αποτελέσματα που δίνει δεν είναι βέλτιστα. Ο συγκεκριμένος αλγόριθμος δέχεται είσοδο δύο σύνολα κόμβων, το πρώτο από τα οποία αποτελείται από τους κόμβους που είναι υποψήφιοι για την προώθηση ενός μηνύματος. Το δεύτερο είναι το σύνολο των κόμβων, που θα πρέπει να λάβουν το μήνυμα μετά τις προωθήσεις που πρόκειται να πραγματοποιήσουν οι εκλεγμένοι κόμβοι. Αναλυτικότερη περιγραφή του αλγόριθμου GSC γίνεται σε επόμενο κεφάλαιο. Οι αλγόριθμοι οι οποίοι χρησιμοποιούν σύνολα προώθησης και έχουν προταθεί μέχρι σήμερα χρησιμοποιούν αποκλειστικά τον GSC για την κατασκευή των συνόλων αυτών. Το γεγονός αυτό έχει αποτέλεσμα οι προαναφερθέντες αλγόριθμοι να μην έχουν την βέλτιστη απόδοση. Στην εργασία αυτή παρουσιάζονται δύο νέοι αλγόριθμοι οι οποίοι ονομάζονται EFCN (Eliminate Fully Covered Nodes) και PEFS (Post Enhancement Forward Set) αντίστοιχα. Οι αλγόριθμοι αυτοί έχουν στόχο να κατασκευάσουν μικρότερα σύνολα προώθησης σε σχέση με τον αλγόριθμο GSC. Οι δύο αλγόριθμοι στηρίζονται και επεκτείνουν τον GSC. Συγκεκριμένα ο αλγόριθμος EFCN επεμβαίνει στην διαδικασία επιλογής του συνόλου προώθησης δίνοντας διαφορετικές προτεραιότητες για την επιλογή του κάθε κόμβου. Αντίθετα, ο αλγόριθμος PEFS επεξεργάζεται το σύνολο προώθησης που εξάγει ο GSC, με σκοπό να αφαιρέσει περιττούς κόμβους που βρίσκονται σε αυτό. Οι δύο νέοι αλγόριθμοι αξιολογήθηκαν μέσω μιας σειράς πειραμάτων, τα οποία απέδειξαν ότι και οι δύο κατασκευάζουν αποδοτικότερα σύνολα προώθησης σε σχέση με τον παραδοσιακό GSC.

1.3 Διάρθρωση της διατριβής

Η διατριβή έχει την ακόλουθη διάρθρωση. Το Κεφάλαιο 2 παρουσιάζει αναλυτικά το μοντέλο των ασυρμάτων δικτύων, το πρόβλημα με το οποίο ασχολείται η διατριβή και τις δυσκολίες που υπάρχουν για την αντιμετώπισή του. Στην συνέχεια γίνεται μια εκτενής αναφορά στις σχετικές εργασίες οι οποίες ασχολούνται με το ίδιο αντικείμενο. Στο Κεφάλαιο 3 παρουσιάζονται οι προτεινόμενες λύσεις για το πρόβλημα της εκπομπής σε MANETs. Αρχικά περιγράφονται λεπτομερώς οι δύο νέοι αλγόριθμοι HDP και H2DP και αναλύεται ο τρόπος λειτουργίας τους. Στην συνέχεια ακολουθεί η περιγραφή και ο τρόπος λειτουργίας της προτεινόμενης βελτίωσης DPE. Στην τελευταία ενότητα του κεφαλαίου υπάρχει αναλυτική περιγραφή των δύο νέων αλγόριθμων PEFS και EFCN, οι οποίοι επεκτείνουν τον αλγόριθμο GSC, καθώς και σχολιασμός της λειτουργίας τους. Στο τέταρτο κεφάλαιο αρχικά παρουσιάζεται το μοντέλο προσομοίωσης πάνω στο οποίο βασίζεται η αξιολόγηση των προτεινόμενων αλγόριθμων. Ακολουθεί η περιγραφή των παραμέτρων του μοντέλου προσομοίωσης και των μετρικών που χρησιμοποιήθηκαν για την αξιολόγηση των προταθέντων αλγόριθμων. Έπειτα συζητούνται τα πειράματα που εκτελέστηκαν και η σκοπιμότητά τους και δίνονται τα αποτελέσματα των προσομοιώσεων. Στο τελευταίο κεφάλαιο συνοψίζονται τα αποτελέσματα και παρουσιάζονται μελλοντικές επεκτάσεις της παρούσης έρευνας.

ΚΕΦΑΛΑΙΟ 2

ΤΟ ΠΡΟΒΛΗΜΑ ΤΗΣ ΕΚΠΟΜΠΗΣ ΣΤΑ ΚΙΝΗΤΑ ΚΑΤΑ ΠΕΡΙΠΤΩΣΗ ΔΙΚΤΥΑ

2.1 Μοντελοποίηση των Κινητών Κατά Περίπτωση Δικτύων

2.2 Χρήσιμοι Ορισμοί

2.3 Το Πρόβλημα της Εκπομπής

2.4 Τεχνολογικά ζητήματα στην Εκπομπή

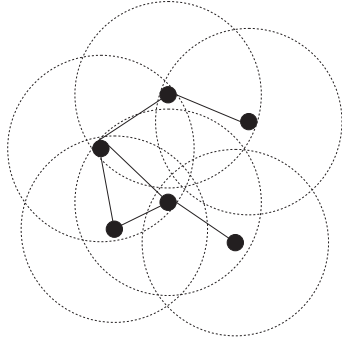
2.5 Ανασκόπηση Σχετικών Εργασιών

2.6 Περιθώρια Βελτίωσης

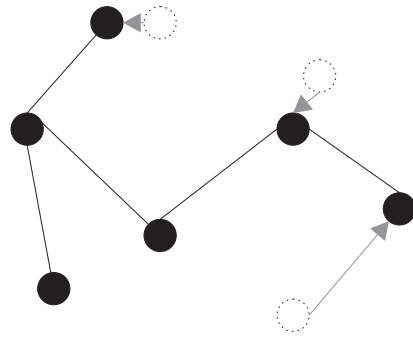
Στο κεφάλαιο αυτό αρχικά δίνεται ένα μοντέλο για την αναπαράσταση ενός MANET. Στην συνέχεια περιγράφεται το πρόβλημα της εκπομπής καθώς και οι δυσκολίες σχεδιασμού ενός αλγόριθμου για εκπομπή σε πραγματικά δίκτυα. Έπειτα γίνεται μια ανασκόπηση των τριών κατηγοριών αλγόριθμων για εκπομπή που έχουν προταθεί. Τέλος γίνεται αναφορά στα προβλήματα τα οποία ακόμα δεν έχουν αντιμετωπιστεί αλλά και στα περιθώρια βελτίωσης των αλγόριθμων εκπομπής.

2.1 Μοντελοποίηση των Κινητών Κατά Περίπτωση Δικτύων

Όπως αναφέρθηκε προηγούμενα η έρευνα στην παρούσα διατριβή εστιάζει σε MANETs πολλών αλμάτων. Στην ενότητα αυτή θα γίνει μια παρουσίαση της συγκεκριμένης κλάσης δικτύων και των ιδιοτήτων που τα χαρακτηρίζουν και θα παρουσιαστεί η μοντελοποίηση τους. Ένα MANET μπορεί να αναπαρασταθεί από έναν μη κατευθυνόμενο γράφο $G = \{V, E\}$ 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



Σχήμα 2.1: MANET: G_0



Σχήμα 2.2: MANET: G_5

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 μήνυμα στο κοινό μέσο, τότε το μήνυμα το λαμβάνουν όλοι οι κόμβοι που βρίσκονται εντός της εμβέλειας του. Έτσι η μετάδοση ενός μηνύματος 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 . Επομένως, ένα δίκτυο μπορεί να αναπαρασταθεί από μια ακολουθία από γράφους, όπως π.χ. αυτοί που παρουσιάζονται στα Σχήματα 2.1 και 2.2. Ο γράφος G_0 αναπαριστά το δίκτυο τη χρονική στιγμή $t = 0$, ενώ ο γράφος G_5 αναπαριστά το δίκτυο όπως έχει μεταβληθεί τη χρονική στιγμή $t = 5$, εξ' αιτίας της κίνησης των κόμβων, οι οποίες μετέβαλλαν το σύνολο των ακμών του γράφου.

2.2 Χρήσιμοι Ορισμοί

Στην ενότητα αυτή δίνονται μερικοί ορισμοί οι οποίοι βοηθούν στην σωστή κατανόηση του προβλήματος της εκπομπής στα MANETs αλλά και στην ανάλυση των αλγορίθμων που έχουν προταθεί.

Ορισμός 2.2.1. Ένας κοβμος 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 .

Ορισμός 2.2.2 (Γειτονιά). Γειτονιά ενός κόμβου ονομάζεται το σύνολο των κόμβων οι οποίοι βρίσκονται εντός της εμβέλειας του. Η γειτονιά ενός κοβμου u συμβολίζεται με $N_t(u)$ ή $N(u)$ ¹ και οι κόμβοι του συνόλου αυτού λέγεται ότι βρίσκονται ένα άλμα μα-

¹Σύμφωνα με την μοντελοποίηση των MANETs η γειτονιά ενός κόμβου μεταβάλλεται με τον χρόνο. Έτσι ο σωστός συμβολισμός είναι ο $N_t(u)$. Ωστόσο για χάρη απλότητας στο κείμενο θα αναφέρεται ως

κρια από τον κόμβο αυτό. Έπίσης λέγεται ότι ο κόμβος u ‘καλύπτει’ τους κόμβους που βρίσκονται στην γειτονιά του.

Ορισμός 2.2.3 (Γειτονιά δύο αλμάτων). Γειτονιά δύο αλμάτων ενός κόμβου u ονομάζεται 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 αυτό.

Ορισμός 2.2.4 (k -οστή γειτονιά). K -οστή γειτονιά ενός κόμβου ονομάζεται το σύνολο των κόμβων οι οποίοι βρίσκονται το πολύ k άλματα μακριά από τον κόμβο αυτό.

Ορισμός 2.2.5 (Μετάδοση). Μετάδοση ονομάζεται η διαδικασία κατά την οποία ένας κόμβος στέλνει ένα μήνυμα το οποίο το παραλαμβάνουν μόνο οι κόμβοι οι οποίοι βρίσκονται εντός της εμβέλειάς του. Με άλλα λόγια, η μετάδοση ενός μηνύματος από έναν κόμβο u έχει ως αποτέλεσμα την παραλαβή του μηνύματος από τους κόμβους του συνόλου $N(u)$.

Ορισμός 2.2.6 (Προώθηση). Προώθηση ονομάζεται η διαδικασία μετάδοσης ενός μηνύματος από έναν κόμβο, ο οποίος δεν είναι αποστολέας του μηνύματος, με σκοπό αυτό να φτάσει στον τελικό προορισμό του.

Ορισμός 2.2.7 (Εκπομπή). Εκπομπή ονομάζεται η διαδικασία κατά την οποία ένας κόμβος στέλνει ένα μήνυμα προς όλους τους κόμβους του δικτύου.

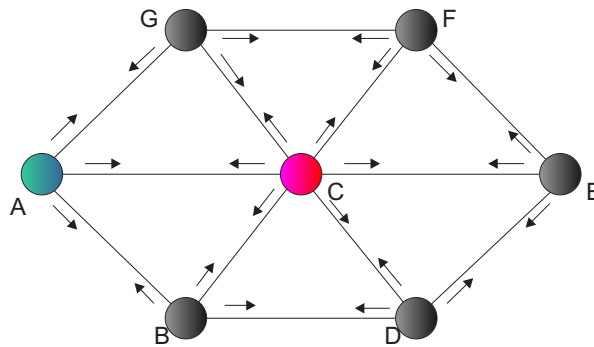
Ορισμός 2.2.8 (Πολυδιανομή). Πολυδιανομή ονομάζεται η διαδικασία κατά την οποία ένας κόμβος στέλνει ένα μήνυμα σε ένα, εξ’ αρχής καθορισμένο, υποσύνολο των κόμβων του δικτύου.

Ορισμός 2.2.9 (Συμφόρηση). Συμφόρηση ονομάζεται η κατάσταση του δικτύου, στην οποία οι κόμβοι επιθυμούν να μεταδώσουν αριθμό μηνυμάτων μεγαλύτερο από αυτόν που μπορεί να εξυπηρετήσει το κοινό μέσο.

2.3 Το Πρόβλημα της Εκπομπής

Η εκπομπή χρήζει μεγάλης προσοχής στα MANETs πολλών αλμάτων. Όπως αναφέρθηκε σε προηγούμενη ενότητα, βασικό χαρακτηριστικό των δικτύων αυτών είναι η ελευθερία στην κινητικότητα των κόμβων. Αυτό έχει ως αποτέλεσμα την διαρκή αλλαγή της τοπολογίας του δικτύου. Για την παράδοση ενός μηνύματος στον τελικό παραλήπτη ενδεχομένως χρειάζεται η μεσολάβηση αρκετών ενδιάμεσων κόμβων. Το βασικότερο πρόβλημα που καλείται να επιλύσει ένας αλγόριθμος δρομολόγησης είναι η επιτυχής παράδοση του μηνύματος σε όλους τους κόμβους του δικτύου, η οποία δυσχεραίνεται λόγω της κινητικότητας των κόμβων, ενώ ταυτόχρονα πρέπει να παράγει τον μικρότερο δυνατό αριθμό μηνυμάτων ελέγχου ώστε να

$N(u)$



Σχήμα 2.3: Εκπομπή σε δίκτυο MANET

εξοικονομηθεί το διαθέσιμο εύρος ζώνης. Η εκπομπή αποτελεί βασικό μηχανισμό πληθώρας πρωτοκόλλων που χρησιμοποιούνται MANET όπως είναι οι αλγόριθμοι δρομολόγησης που περιγράφονται στα [28], [13], [24], [26]. Εκτός από τους αλγόριθμους δρομολόγησης οι αλγόριθμοι εκπομπής χρησιμοποιούνται ως βάση σε αρκετούς αλγόριθμους πολυδιανομής (multicast) [28], [15]. Χρήση της εκπομπής υπάρχει στα πολύ δημοφιλή δίκτυα αισθητήρων. Στα δίκτυα αυτά ένας μεγάλος αριθμός από φορητές συσκευές, που φέρουν κάποια είδη αισθητήρων, κάνουν μετρήσεις και τις μεταφέρουν ασύρματα σε μια κεντρική βάση. Κάθε φορά που η βάση θέλει να επικοινωνήσει με όλους τις μικρές συσκευές πραγματοποιεί μια εκπομπή.

Ο πιο απλός αλγόριθμος που έχει προταθεί για εκπομπή, ο οποίος ήταν και ο πρώτος που χρησιμοποιήθηκε, είναι η απλή πλημμύρα (simple flooding). Στον αλγόριθμο αυτό ένας κόμβος ξεκινά την εκπομπή πραγματοποιώντας μια αποστολή του συγκεκριμένου μηνύματος. Στην συνέχεια του αλγόριθμου κάθε κόμβος του δικτύου που λαμβάνει ένα μήνυμα για πρώτη φορά, το επεξεργάζεται και στην συνέχεια το προωθεί έτσι ώστε να το λάβουν και οι υπόλοιποι κόμβοι του δικτύου. Όταν ένα μήνυμα λαμβάνεται για δεύτερη φορά, τότε απλά ο κόμβος το απορρίπτει. Από την περιγραφή του αλγόριθμου γίνεται εύκολα αντιληπτό ότι υπάρχουν πάρα πολλές πλεονάζουσες προωθήσεις οι οποίες επιβαρύνουν την λειτουργία του δικτύου. Συγκεκριμένα το πρόβλημα έγκειται στο γεγονός ότι όλοι οι κόμβοι του δικτύου θα πρέπει να προωθήσουν το μήνυμα, όπως φαίνεται στο Σχήμα 2.3. Στο παράδειγμα αυτό, ο κόμβος A ξεκινά μια εκπομπή πραγματοποιώντας μια μετάδοση μηνύματος στους κόμβους B, G, C. Για την ολοκλήρωση της διαδικασίας της εκπομπής θα αρκούσε μόνο η προώθηση του μηνύματος από τον κόμβο C. Αν στο συγκεκριμένο δίκτυο εκτελεστεί ο αλγόριθμος της απλής πλημμύρας θα πραγματοποιηθούν έξι μεταδόσεις μηνυμάτων, διότι κάθε κόμβος που θα λάβει το μήνυμα για πρώτη φορά θα το προωθήσει. Λόγω των πλεοναζόντων προωθήσεων σπαταλάται η περιορισμένη ενέργεια που ενδεχόμενα να έχουν οι κόμβοι. Εφόσον κάθε κόμβος λαμβάνει πολλά διπλότυπα ενός μηνύματος, σπαταλά υπολογιστική ισχύ και ενέργεια ώστε να τα επεξεργαστεί, ενώ σε αντίθετη περίπτωση ο κόμβος θα μπορούσε να περιέλθει σε κατάσταση εξοικονόμησης ενέργειας. Τέλος, τα μηνύματα που κατακλύζουν το δίκτυο, ξοδεύουν το ήδη περιορισμένο εύρος ζώνης των ασυρμάτων δικτύων. Αυτό έχει

ως αποτέλεσμα την καθυστέρηση στην παράδοση των υπολοίπων μηνυμάτων ή και την απόρριψη πακέτων λόγω συμφόρησης στο φυσικό μέσο. Όσα αναφέρθηκαν συνοψίζονται στο πρόβλημα που αναφέρεται ως Broadcast Storm Problem [35] και εντοπίζεται κυρίως σε πυκνά δίκτυα με μεγάλο επικοινωνιακό φόρτο. Για τους παραπάνω λόγους, κύριος στόχος των σχεδιαστών αλγόριθμων εκπομπής είναι η μείωση των κόμβων οι οποίοι πρέπει να προωθήσουν το μήνυμα.

2.4 Τεχνολογικά ζητήματα στην Εκπομπή

Πέρα από την καθαρά αλγοριθμική αντιμετώπιση του προβλήματος εκπομπής, η εφαρμογή ενός τέτοιου αλγόριθμου σε ένα πραγματικό δίκτυο πρέπει να αντιμετωπίσει και ορισμένα ζητήματα που σχετίζονται με τεχνολογικούς περιορισμούς. Μερικά από τα βασικά προβλήματα τα οποία θα πρέπει να ληφθούν υπόψη σχετίζονται με την κινητικότητα των κόμβων, τις συγκρούσεις, τις απώλειες των πακέτων και την ισορροπία μεταξύ αξιοπιστίας και δαπάνης πόρων.

2.4.1 Κινητικότητα Κόμβων

Όπως αναφέρθηκε Οι κόμβοι ενός MANET έχουν την ελευθερία να μετακινούνται σε οποιαδήποτε κατεύθυνση με οποιαδήποτε ταχύτητα. Η κίνηση 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 στον σχεδιασμό αλγόριθμων 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 [5], μοντέλα που προσομοιώνουν την κίνηση αυτοκινήτων σε μια πόλη [30] ή ακόμη και την κίνηση ατόμων που εξαρτάται από τις κοινωνικές τους σχέσεις [22]. Σε κάθε περίπτωση ο βαθμός κινητικότητας των κόμβων είναι αυτός που επηρεάζει τη σχεδίαση ενός αλγόριθμου για εκπομπή. Όπως έγινε κατανοητό μέχρι το σημείο αυτό όλοι οι αλγόριθμοι για εκπομπή που έχουν προταθεί μέχρι στιγμής, και που αναλύονται σε επόμενες ενότητες του τρέχοντος κεφαλαίου, προσπαθούν με διαφορετικούς τρόπους ο καθένας να μειώσουν τον αριθμό των κόμβων που προωθούν το μήνυμα. Αυτό επιτυγχάνεται σε γενικές γραμμές συγκεντρώνοντας πληροφορίες για την τοπολογία του δικτύου και στην συνέχεια χρησιμοποιώντας τις πληροφορίες αυτές ώστε να μειώσουν τις πλεονάζουσες προωθήσεις. Η συγκέντρωση των πληροφοριών αυτών γίνεται με αποστολές μηνυμάτων ενημέρωσης τα οποία ονομάζονται *μηνύματα ελέγχου*. Η διαδικασία της συγκέντρωσης των πληροφοριών της τοπολογίας είναι ιδιαίτερα σημαντική για τους αλγόριθμους εκπομπής. Η απόδοση των αλγόριθμων, που χρησιμοποιούν τις πληροφορίες τοπολογίας, βασίζεται στην σωστή κατασκευή των πληροφοριών αυτών. Ο μηχανισμός, που επιτρέπει στους κόμβους να έχουν πληροφορίες για την τοπολογία, θα πρέπει να παράγει όσο το δυνατόν μικρότερο αριθμό μηνυμάτων ελέγχου. Ταυτόχρονα ο μηχανισμός αυτός πρέπει να εξασφαλίζει ότι πληροφορίες των κόμβων ανταποκρίνονται στην σωστή εικόνα του δικτύου.

Η κινητικότητα των κόμβων δημιουργεί πρόβλημα διότι καθιστά τις πληροφορίες για την τοπολογία του δικτύου ανακριβείς. Έτσι ενώ ένας κόμβος, π.χ. ο u , έχει πληροφορίες που υπογορεύουν ότι, εντός της εμβέλειας του βρίσκεται ένα συγκεκριμένο σύνολο γειτόνων, το σύνολο αυτό διαφέρει από τους πραγματικούς γείτονές του. Η διαφορά στα δύο αυτά σύνολα πιθανόν να οφείλεται στο γεγονός ότι ένας κόμβος έπαψε πλέον να είναι γείτονας του u , ή ακόμη στην άφιξη ενός νέου κόμβου εντός της εμβέλειας του u . Όσο μεγαλύτερος ο βαθμός κινητικότητας των κόμβων, τόσο περισσότερο ανακριβείς είναι οι πληροφορίες σχετικά με την τοπολογία του δικτύου. Το γεγονός αυτό έχει ως συνέπεια, την αδυναμία παράδοσης των εκπεμπόμενων μηνυμάτων σε όλους τους κόμβους του δικτύου, από τον αλγόριθμο εκπομπής. Για παράδειγμα έστω ότι ένας κόμβος u μεταδίδει ένα μήνυμα και γνωρίζει ότι κόμβος v ανήκει στην γειτονιά του. Ο u πιστεύει ότι θα με την μετάδοση αυτή ο v θα παραλάβει το μήνυμα. Στην πραγματικότητα όμως οι πληροφορίες του u δεν ισχύουν διότι οι δύο κόμβοι έχουν αλλάξει θέση λόγω της κίνησής τους και πιθανόν ο v να μην βρίσκεται πλέον στην εμβέλεια του u . Τελικά ο v δεν θα καταφέρει να παραλάβει το εκπεμπόμενο μήνυμα. Το πρόβλημα αυτό μπορεί να αντιμετωπιστεί αυξάνοντας τον ρυθμό ανανέωσης της πληροφορίας για την τοπολογία του δικτύου. Ωστόσο η τεχνική αυτή όπως θα φανεί στην συνέχεια δεν βοηθά στην λύση του προβλήματος, αντίθετα μειώνει την αξιοπιστία του αλγόριθμου εκπομπής. Η αύξηση του ρυθμού ανανέωσης της πληροφορίας οδηγεί σε αύξηση των μηνυμάτων ελέγχου που χρησιμοποιεί ο εκάστοτε αλγόριθμος και επομένως πραγματοποιείται σπατάλη στο εύρος ζώνης του καναλιού και στην ενέργεια των κόμβων. Ένα άλλο μειονέκτημα της αύξησης του ρυθμού των μηνυμάτων ελέγχου είναι η συμφόρηση που ενδέχεται να προκαλέσει στο δίκτυο. Το γεγονός αυτό έχει ως αποτέλεσμα, τις απώλειες μηνυμάτων ελέγχου αλλά και μηνυμάτων δεδομένων. Τα μηνύματα δεδομένων μεταδίδονται στο κοινό μέσο κατά την διάρκεια της επικοινωνίας των κόμβων. Οι αιτίες για τις απώλειες των μηνυμάτων καθώς και οι επιπτώσεις των απωλειών μηνυμάτων ελέγχου και μηνυμάτων δεδομένων, στην λειτουργία των αλγόριθμων εκπομπής, αναλύονται στην ενότητα που ακολουθεί.

2.4.2 Μη Τέλεια Μετάδοση Πακέτων

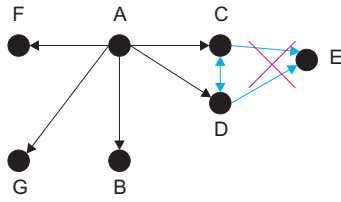
Ένα επιπλέον τεχνολογικό ζήτημα που πρέπει να αντιμετωπιστεί στα ασύρματα δίκτυα αφορά τις αποτυχημένες μεταδόσεις των μηνυμάτων εκπομπής. Αποτυχημένη ονομάζεται μια μετάδοση στην περίπτωση που ένα ζεύγος κόμβων δεν καταφέρνει να επικοινωνήσει παρότι κάθε κόμβος βρίσκεται στην εμβέλεια του άλλου. Αιτίες για μια αποτυχή λήψη μπορεί να είναι οι ακόλουθες:

- Οι ατέλειες του ασύρματου καναλιού, όπως θόρυβος, παρεμβολές από κοντινές μεταδόσεις, διαλείψεις, κ.λ.π, οι οποίες αλλοιώνουν τις πληροφορίες που ενσωματώνει ένα μεταδιδόμενο μήνυμα.
- Ορισμένα εμπόδια που ενδεχομένως έχουν μπει ανάμεσα από τους κόμβους αναστέλλουν την επικοινωνία τους και έτσι η λήψη διαφόρων μηνυμάτων δεν καθίσταται δυνατή.

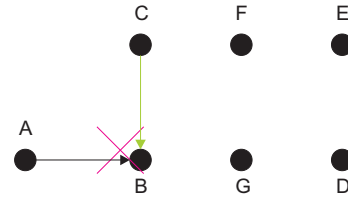
- Δύο κόμβοι οι οποίοι βρίσκονται σε σχετικά κοντινή απόσταση ξεκινούν αποστολές μηνυμάτων σχεδόν ταυτόχρονα διότι νομίζουν ότι το κοινό μέσο είναι ελεύθερο (Όπως θα συζητηθεί παρακάτω στην τρέχουσα ενότητα αυτό είναι αρκετά πιθανό να συμβεί). Έτσι ένας τρίτος κόμβος ο οποίος βρίσκεται στην εμβέλεια των κόμβων αυτών, δεν θα είναι σε θέση να παραλάβει κανένα από τα δύο μηνύματα λόγω της σύγκρουσης που θα ακολουθήσει.
- Όταν το δίκτυο έχει περιέλθει σε κατάσταση συμφόρησης, λόγω αυξημένης τηλεπικοινωνιακής κίνησης, τότε στους κόμβους υπάρχουν αρκετά μηνύματα που προορίζονται για μετάδοση. Ο χώρος που αποθηκεύονται προσωρινά τα μηνύματα αυτά είναι πεπερασμένος. Έτσι αν το δίκτυο δεν ανακάμψει σε σύντομο χρονικό διάστημα από την συμφόρηση τότε θα εξαντληθεί ο προσωρινός αυτός χώρος αποθήκευσης. Το γεγονός αυτό οδηγεί στην διαδικασία απόρριψης μηνυμάτων.

Τα παραπάνω παραδείγματα οφείλουν την ύπαρξή τους στην απουσία επιβεβαιώσεων παράδοσης μηνυμάτων. Στις επικοινωνίες που αφορούν ζεύγη κόμβων, κάθε μετάδοση μηνύματος από τον κόμβο u συνοδεύεται από μια μετάδοση επιβεβαίωσης παράδοσης του μηνύματος από τον παραλήπτη v . Έτσι ο u είναι σε θέση να γνωρίζει πότε συμβαίνει μια αποτυχημένη μετάδοση και ενεργοποιεί κάποιο μηχανισμό ανάκαμψης της αποτυχίας αυτής. Στους αλγόριθμους εκπομπής δεν χρησιμοποιούνται επικοινωνίες ζευγών κόμβων για λόγους εξοικονόμησης εύρους ζώνης. Έτσι όλα τα μηνύματα που μεταδίδονται έχουν ως παραλήπτη κάθε γείτονα του κόμβου που τα μεταδίδει. Στα υπάρχοντα πρωτόκολλα δικτύου, όταν οι παραλήπτες ενός μηνύματος είναι όλοι οι γείτονες ενός κόμβου, δεν υπάρχει επιβεβαίωση παράδοσης του μηνύματος αυτού. Η τακτική αυτή είναι αναμενόμενη διότι σε αντίθετη περίπτωση η εκπομπή ενός μηνύματος θα ξεκινούσε μια σειρά από μεταδόσεις μηνυμάτων και τις αντίστοιχες αποστολές επιβεβαιώσεων. Στην περίπτωση αυτή θα αύξανε κατά πολύ η πολυπλοκότητα των αλγόριθμων εκπομπής και φυσικά ο αριθμός των μεταδιδόμενων μηνυμάτων, οι οποίοι είναι λόγοι για μείωση του εύρους ζώνης του καναλιού και της ενέργειας των κόμβων.

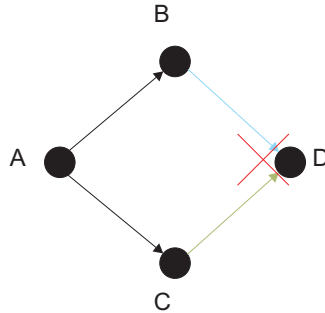
Οι αποτυχημένες μεταδόσεις μηνυμάτων αφορούν τα μηνύματα ελέγχου των αλγόριθμων εκπομπής καθώς και τα μηνύματα δεδομένων που μεταδίδουν οι κόμβοι. Οι απώλειες αυτών των δύο ειδών μηνυμάτων οδηγεί στην μείωση της απόδοσης των αλγόριθμων εκπομπής. Οι αποτυχίες των μεταδόσεων μηνυμάτων ελέγχου οδηγούν τους κόμβους του δικτύου σε εσφαλμένη εικόνα της τοπολογίας. Το γεγονός αυτό καταστρέφει την λειτουργία του αλγόριθμου, διότι η εσφαλμένη εικόνα της τοπολογίας οδηγεί σε λανθασμένες αποφάσεις για το σύνολο των κόμβων που επιτρέπεται να προωθήσουν το μήνυμα. Έτσι ο αλγόριθμος εκπομπής οδηγείται σε δυσλειτουργίες και μειωμένη απόδοση, δηλαδή σε αρκετές πλεονάζουσες προωθήσεις που οδηγούν σε λήψεις διπλότυπων και σε μείωση του ποσοστού των κόμβων που τελικά θα λάβουν τα μηνύματα δεδομένων. Οι αποτυχίες στις μεταδόσεις των μηνυμάτων δεδομένων μειώνουν επίσης την αξιοπιστία των αλγόριθμων εκπομπής. Η απώλεια ενός μηνύματος δεδομένων μπορεί να οδηγήσει από μια μικρή μείωση της αξιοπιστίας του



Σχήμα 2.4: Απώλεια δύο μηνυμάτων



Σχήμα 2.5: Αποτυχία εκπομπής

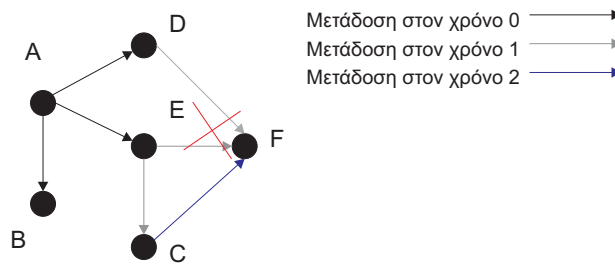


Σχήμα 2.6: Σύγκρουση μηνυμάτων λόγω συγχρονισμού

αλγόριθμου, μέχρι και σε διακοπή της λειτουργίας εκπομπής. Για παράδειγμα έστω δύο δίκτυα στα οποία εκτελείται ο αλγόριθμος της απλής πλημμύρας. Στο Σχήμα 2.4 φαίνεται ένα δίκτυο στο οποίο ο κόμβος A ξεκινά την διαδικασία της εκπομπής. Εδώ λόγω σύγκρουσης των μηνυμάτων που στέλνουν ταυτόχρονα οι κόμβοι C και D , ο κόμβος E δεν καταφέρνει τελικά να λάβει το μήνυμα. Αντίθετα στο Σχήμα 2.5 ο κόμβος A ξεκινά πάλι μια εκπομπή. Η αδυναμία παραλαβής του μηνύματος από τον B λόγω σύγκρουσης με μήνυμα ελέγχου του κόμβου C σταματά πρόωρα την διαδικασία της εκπομπής.

2.4.3 Σύγκρουσεις Μηνυμάτων Λόγω Συγχρονισμού Μεταδόσεων

Ένα τεχνολογικό ζήτημα στην διαδικασία της εκπομπής, το οποίο αξίζει ιδιαίτερης προσοχής, είναι οι συγκρούσεις μηνυμάτων που οφείλονται στο συγχρονισμό μεταδόσεων των μηνυμάτων. Στην διαδικασία της εκπομπής υπάρχει μεγάλη πιθανότητα δύο ή περισσότεροι κόμβοι να μεταδίδουν ένα μήνυμα σχεδόν ταυτόχρονα, ζήτημα με το οποίο έχουν ασχοληθεί και οι συγγραφείς του [40]. Για παράδειγμα έστω το δίκτυο του Σχήματος 2.6. Εδώ ο κόμβος A ξεκινά μια εκπομπή μεταδίδοντας το μήνυμα στους γείτονές του. Αν υποθέσουμε ότι το μήνυμα ταξιδεύει στο κοινό μέσο με την ταχύτητα του φωτός, τότε όλοι οι γείτονες του A θα το λάβουν 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 μηνυμάτων, συνεπώς ο κόμβος D δεν θα καταφέρει να λάβει το εκπεμπόμενο μήνυμα.



Σχήμα 2.7: Αξιοπιστία λόγω διπλότυπου μηνύματος

Το πρόβλημα της σύγκρουσης των μηνυμάτων, λόγω του συντονισμού των μεταδόσεων, μπορεί να επιλυθεί με τροποποίηση του μηχανισμού προωθήσεων των μηνυμάτων. Πιο αναλυτικά, όταν ένας κόμβος λάβει ένα μήνυμα, το οποίο πρέπει να προωθήσει, τότε δεν προβαίνει αμέσως στην μετάδοση του μηνύματος. Αντίθετα περιμένει για ένα πολύ μικρό τυχαίο χρονικό διάστημα, το οποίο ονομάζεται μεταβολή καθυστέρησης (jitter). Μετά το πέρας του διαστήματος αυτού ο κόμβος ξεκινάει την διαδικασία απόκτησης πρόσβασης στο κοινό μέσο. Η χρήση της μεταβολής καθυστέρησης, δίνει την δυνατότητα σε κοντινούς κόμβους να μεταδώσουν σειριακά το μήνυμα, μειώνοντας αρκετά την πιθανότητα σύγκρουσης των μηνυμάτων λόγω συγχρονισμού. Η μεταβολή καθυστέρησης δύναται να παίρνει τιμές από μια ομοιόμορφη κατανομή στο διάστημα $[0, Max]$ milliseconds. Η τιμή της παραμέτρου Max καθορίζει τα αποτελέσματα της μεταβολής καθυστέρησης και πρέπει να επιλέγεται έτσι ώστε να ανταποκρίνεται στις συνθήκες του εκάστοτε δικτύου. Για αραιά δίκτυα μικρές τιμές στην παράμετρο Max αρκούν για να εξασφαλιστεί ότι οι μεταδώσεις των μηνυμάτων δεν προκαλούν συγκρούσεις. Αυτό συμβαίνει γιατί σε αραιά δίκτυα κάθε κόμβος έχει σχετικά λίγους γείτονες, οι οποίοι ενδέχεται να προωθήσουν το μήνυμα. Έτσι το μικρό διάστημα από το οποίο επιλέγεται η τιμή για τη μεταβολή της καθυστέρησης, αρκεί ώστε να μην συγχρονίζονται οι μεταδώσεις. Αντίθετα σε πυκνά δίκτυα πρέπει να επιλέγεται μεγαλύτερη τιμή για την παράμετρο Max , ώστε να εξασφαλιστεί ότι όλοι οι κόμβοι θα επιλέξουν διαφορετική τιμή για την χρονική καθυστέρηση, ώστε να σειριοποιηθούν χρονικά οι μεταδώσεις των μηνυμάτων. Σε κάθε περίπτωση, η επιλογή της βέλτιστης τιμής για την παράμετρο Max δεν είναι εύκολη διαδικασία. Η επιλογή μιας σχετικάς μικρής τιμής για την παράμετρο Max είναι πιθανό να οδηγήσει σε συγκρούσεις μηνυμάτων. Αν επιλεγεί μεγάλη τιμή για την παράμετρο Max τότε οι τιμές των μεταβολών καθυστέρησης που θα επιλέγουν οι κόμβοι θα είναι σχετικά μεγάλες. Το γεγονός αυτό ενδέχεται να οδηγήσει σε αδικαιολόγητη αύξηση της καθυστέρησης για τις παράδοσεις των εκπεμπόμενων μηνυμάτων.

2.4.4 Αξιοπιστία και Δαπάνη Πόρων

Ανακεφαλαιώνοντας όσα έχουν ειπωθεί μέχρι στιγμής, ο στόχος ενός αλγόριθμου εκπομπής είναι η μείωση του αριθμού των προωθήσεων μηνυμάτων. Για να επιτευχθεί ο στόχος αυτός χρειάζεται γνώση για την τοπολογία του δικτύου η οποία αλλάζει συνεχώς. Η ακρίβεια της γνώσης της τοπολογίας σχετίζεται με τον αριθμό των μηνυμάτων ελέγχου τα οποία χρησι-

μπορεί ο αλγόριθμος και τις συνθήκες που επικρατούν στο δίκτυο (κινητικότητα κόμβων, επικοινωνιακός φόρτος). Επίσης λόγω του προβλήματος της αποτυχημένης λήψης μηνυμάτων, η αξιοπιστία του αλγόριθμου εκπομπής είναι ανάλογη του αριθμού των προωθήσεων των μηνυμάτων. Το πρόβλημα των αποτυχημένων μεταδόσεων μπορεί να έχει μικρότερη επίδρασή όταν υπάρχει η πιθανότητα ένας κόμβος του δικτύου να λάβει ένα μήνυμα παραπάνω από μια φορά. Με τον τρόπο αυτό μειώνονται πολύ οι πιθανότητες κάποιος κόμβος να μην παραλάβει ένα εκπεμπόμενο μήνυμα. Ωστόσο στην περίπτωση αυτή παράλληλα με την αξιοπιστία του αλγόριθμου αυξάνει και ο αριθμός των προωθήσεων των μηνυμάτων. Για παράδειγμα στο Σχήμα 2.7 φαίνεται ένα δίκτυο όπου ο κόμβος *A* ξεκινά μια εκπομπή χρησιμοποιώντας τον αλγόριθμο της πλημμύρας. Τα μηνύματα που μεταδίδουν οι κόμβοι *D* και *E* συγκρούονται, όμως ο κόμβος *F* θα λάβει το μήνυμα διότι θα το μεταδώσει και ο κόμβος *C*. Ο σχεδιαστής ενός αλγόριθμου εκπομπής θα πρέπει να πετύχει τον ελάχιστο αριθμό προωθήσεων μηνυμάτων που χρειάζονται ώστε να επιτυγχάνεται η απαιτούμενη αξιοπιστία. Ο τελευταίος στόχος γίνεται εφικτός με έξυπνη χρήση της πληροφορίας της τοπολογίας σε συνδυασμό με την προσαρμογή του αλγόριθμου στα χαρακτηριστικά (κίνηση και ποσοστό αποτυχημένων λήψεων) του εκάστοτε δικτύου. Στην συνέχεια του κεφαλαίου αυτού θα παρουσιαστούν οι αλγόριθμοι εκπομπής οι οποίοι έχουν προταθεί μέχρι στιγμής.

2.5 Ανασκόπηση Σχετικών Εργασιών

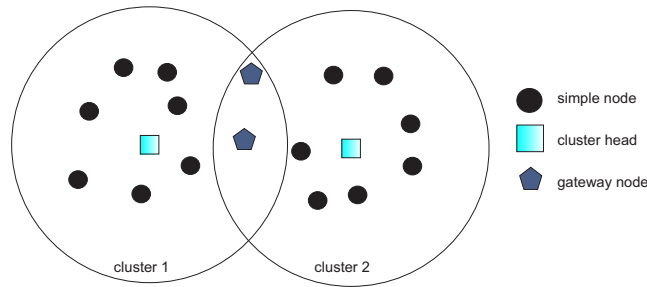
Στην τρέχουσα ενότητα θα παρουσιαστούν οι αλγόριθμοι εκπομπής που έχουν προταθεί μέχρι στιγμής στην βιβλιογραφία. Στόχος όλων των αλγόριθμων είναι η αξιόπιστη εκτέλεση της εκπομπής με τον μικρότερο αριθμό πλεοναζόντων προωθήσεων μηνυμάτων. Το σύνολο των αλγόριθμων μπορεί να χωριστεί σε τρεις κατηγορίες με βάση τον τρόπο που συλλέγουν και εκμεταλλεύονται τις πληροφορίες για την τοπολογία του δικτύου. Οι αλγόριθμοι της πρώτης κατηγορίας συλλέγουν πληροφορίες για την τοπολογία και την λειτουργία του δικτύου και στην συνέχεια χρησιμοποιούν ευρετικά κριτήρια για να αποφασίσουν αν ένας κόμβος μπορεί να προωθήσει ένα μήνυμα. Στην δεύτερη κατηγορία συναντάμε αλγόριθμους που οργανώνουν τους κόμβους σε συστάδες, διαβαθμίζοντας τους παράλληλα σε διάφορες τάξεις οι οποίες καθορίζουν αν ένας κόμβος πρέπει ή όχι να προωθεί μηνύματα. Η τελευταία κατηγορία περιλαμβάνει αλγόριθμους που συλλέγουν πληροφορίες σχετικά με τη γειτονιά *k* αλμάτων των κόμβων του δικτύου χρησιμοποιώντας μηνύματα ελέγχου. Στην συνέχεια επεξεργάζονται τις πληροφορίες αυτές και προσεγγίζουν την κατασκευή ενός MCDS (Minimum Connected Dominating Set). Το MCDS είναι ένα σύνολο από κόμβους οι οποίοι είναι απαραίτητο να προωθήσουν ένα μήνυμα ώστε αυτό να φτάσει σε όλους τους κόμβους του δικτύου. Επίσης έχουν προταθεί αλγόριθμοι που δεν είναι γενικού σκοπού αλλά εξειδικεύονται για ορισμένες κατηγορίες δικτύων. Συγκεκριμένα οι συγγραφείς των [14], [42], [23] προτείνουν αποδοτικούς αλγόριθμους για εκπομπή σε MANETs των οποίων οι κόμβοι είναι εφοδιασμένοι με GPS. Επίσης στην δημοσίευση [39] προτείνεται αλγόριθμος ειδικά σχεδιασμένος για εξοικονόμηση ενέργειας των κόμβων του δικτύου. Στην δημοσίευση [37] προτείνονται δύο αλγόριθμοι για εκπομπή. Ο πρώτος στοχεύει στην μεγαλύτερη μείωση

των κόμβων που προωθούν το μήνυμα και προορίζεται για δίκτυα με μικρή κινητικότητα και υψηλό ποσοστό παράδοσης μηνυμάτων. Ο δεύτερος αλγόριθμος της δημοσίευσης αυτής προορίζεται για δίκτυα όπου έχει ιδιαίτερη σημασία η παράδοση του εκπεμπόμενου μηνύματος σε όλους τους κόμβους του δικτύου. Για τέτοιου είδους δίκτυα είναι σχεδιασμένοι και οι αλγόριθμοι των δημοσιεύσεων [20], [11].

2.5.1 Αλγόριθμοι στηριζόμενοι σε ευρετικές μεθόδους

Η γενική φιλοσοφία της κατηγορίας αυτών των αλγόριθμων είναι η συλλογή πληροφοριών της τοπολογίας του δικτύου και στην συνέχεια η χρήση διαφόρων πιθανοτικών μοντέλων, ώστε να αποφασιστεί πότε ένας κόμβος πρέπει να προωθήσει ένα μήνυμα. Με βάση τη θεώρηση αυτή, η πλημμύρα εμφανίζεται ως μια περίπτωση όπου η πιθανότητα προώθησης είναι $P = 1$ για κάθε κόμβο του δικτύου. Οι συγγραφείς του [35] αναλύουν το πρόβλημα της εκπομπής και στην συνέχεια σκιαγραφούν πέντε βασικές μεθόδους για την επίλυσή του. Στη δημοσίευση [46] οι συγγραφείς προτείνουν την μέθοδο Implicit Neighbor Knowledge (INK). Στη μέθοδο αυτή οι κόμβοι καταγράφουν τα εκπεμπόμενα μηνύματα και αποκτούν πληροφορίες για την τοπολογία της γειτονιά τους. Έτσι αν ένας κόμβος λάβει μηνύματα από πολλούς διαφορετικούς αποστολείς, συμπεραίνει ότι βρίσκεται σε περιοχή του δικτύου με μεγάλη πυκνότητα, έτσι η πιθανότητα με την οποία θα προωθήσει και ο ίδιος το μήνυμα μειώνεται. Αντίθετα, οι συγγραφείς του [43] προτείνουν μια μέθοδο όπου οι κόμβοι ανταλλάσσουν μηνύματα ενημέρωσης για να αποκτήσουν πληροφορίες για την τοπολογία του δικτύου καθώς και για την κινητικότητά τους. Όμοια με πριν, ένας κόμβος που ανήκει σε πυκνό δίκτυο θα έχει μικρότερη πιθανότητα να προωθήσει το μήνυμα. Οι συγγραφείς του [27] προτείνουν μια μέθοδο για εκπομπή που μειώνει τις πλεονάζουσες προωθήσεις και στοχεύει στην παράδοση των μηνυμάτων σε όλους τους κόμβους. Εδώ κάθε κόμβος αποθηκεύει τα μηνύματα που δεν προωθεί. Σε τακτά χρονικά διαστήματα μεταδίδει ένα μήνυμα που περιέχει όσα μηνύματα δεν είχε προωθήσει. Με τον τρόπο αυτό παραλήπτες λαμβάνουν μηνύματα τα οποία αρχικά δεν παραδόθηκαν σωστά. Στη δημοσίευση [7] προτείνονται τέσσερις ευρετικές μέθοδοι για εκπομπή οι οποίες λαμβάνουν υπόψιν τους την τοπολογία του δικτύου και τις αποστάσεις μεταξύ των κόμβων. Στις δημοσιεύσεις [47] και [32] προτείνονται ευρετικοί αλγόριθμοι για εκπομπή οι οποίοι προσαρμόζονται δυναμικά στην κίνηση του δικτύου. Οι αλγόριθμοι χρησιμοποιούν πιθανοτικά μοντέλα και ρυθμίζουν αποτελεσματικά την πιθανότητα προώθησης των κόμβων. Επίσης οι συγγραφείς του [9] προτείνουν τέσσερις αλγόριθμους για εκπομπή, οι οποίες παραμετροποιούνται με στόχο να προσαρμοστούν στην κινητικότητα και την πυκνότητα του δικτύου.

Αν και οι αλγόριθμοι αυτοί μπορούν υπό συνθήκες να επιτύχουν ικανοποιητική απόδοση, πρόβλημα αποτελεί η σχετικά μικρή αξιοπιστία τους σε δίκτυα με μικρή συνδεσιμότητα. Στα δίκτυα αυτά κάποιοι κόμβοι έχουν πολύ μικρό αριθμό γειτόνων, για τον λόγο αυτό συχνά αποτυγχάνουν να λάβουν τα εκπεμπόμενα μηνύματα. Επίσης λόγω της χρήσης πιθανοτικών μοντέλων η επιλογή των κατάλληλων παραμέτρων, είναι μια δύσκολη εργασία που εξαρτάται από τις συνθήκες λειτουργίας του δικτύου. Οι παράμετροι αυτοί είναι για παράδειγμα ο



Σχήμα 2.8: Σχηματισμός συστάδων σε MANET

τηλεπικοινωνιακός φόρτος και η συνεχής μεταβολή της τοπολογίας του δικτύου, οι οποίοι δυσχεραίνουν την επιλογή βέλτιστων τιμών για την αποδοτική εκτέλεση της εκπομπής.

2.5.2 Αλγόριθμοι στηριζόμενοι σε κατασκευή συστάδων

Η δεύτερη κατηγορία αλγόριθμων βασίζει την λειτουργία της στην ομαδοποίηση των κόμβων σε συστάδες (clusters). Κάθε συστάδα έχει έναν κόμβο ο οποίος λέγεται κεντρικός κόμβος (cluster head) και αρκετούς κόμβους που λέγονται κόμβοι πύλες (gateway nodes). Ο κεντρικός κόμβος εκλέγεται έτσι ώστε οι άλλοι κόμβοι της συστάδας να βρίσκονται στην εμβέλειά του. Οι πύλες βρίσκονται στα άκρα που ορίζουν την περιοχή της κάθε συστάδας και έχουν την ιδιότητα ότι ανήκουν σε δύο ή και περισσότερες συστάδες, όπως φαίνεται στο Σχήμα 2.8. Τα μηνύματα μπορούν να προωθηθούν μόνο από τους κεντρικούς κόμβους και τους κόμβους πύλες. Οι υπόλοιποι κόμβοι απλά παραλαμβάνουν τα μηνύματα με άμεση μετάδοση. Η οργάνωση σε συστάδες είναι παρόμοια με τον διαχωρισμό του δικτύου σε ομάδες κόμβων. Οι ομάδες αυτές διαθέτουν κόμβους που έχουν αναλάβει τον ρόλο αγγελιοφόρων, ώστε όλοι οι κόμβοι της ομάδας να λαμβάνουν τα εκπεμπόμενα μηνύματα. Όταν ένας κόμβος επιθυμεί να εκπέμψει ένα μήνυμα τότε το γνωστοποιεί στον κεντρικό κόμβο. Αυτός με την σειρά του ενημερώνει τους κόμβους πύλες οι οποίοι χρησιμοποιώντας τον αλγόριθμο δρομολόγησης το μεταδίδουν στις άλλες συστάδες μέχρι το μήνυμα να φτάσει σε όλο το δίκτυο.

Υπάρχουν δύο τύποι αλγόριθμων για σχηματισμό συστάδων, οι περιοδικοί (proactive) αλγόριθμοι και οι κατ'αίτηση (reactive). Στους περιοδικούς αλγόριθμους, οι κόμβοι ανά τακτά χρονικά διαστήματα στέλνουν μηνύματα ελέγχου και εκτελούν τον αλγόριθμο σχηματισμού συστάδων [18]. Στους κατ'αίτηση αλγόριθμους η δημιουργία των συστάδων γίνεται μόνο σε περίπτωση όπου υπάρχει ανάγκη για εκπομπή [45]. Στην εργασία [44] οι συγγραφείς περιγράφουν έναν περιοδικό αλγόριθμο για δημιουργία συστάδων και προτείνουν τον αλγόριθμο εκπομπής που χρησιμοποιεί τις συστάδες αυτές. Στην δημοσίευση [33] οι συγγραφείς χρησιμοποιούν την ιδέα των εσωτερικών κόμβων (internal nodes) και καταφέρνουν να μειώσουν σημαντικά το σύνολο των κόμβων που προωθούν το μήνυμα.

Όπως περιγράφηκε προηγουμένως, οι προωθήσεις των μηνυμάτων γίνονται από συγκεκριμένους κόμβους. Έτσι ανεξαρτήτως του κόμβου που ξεκίνησε την εκπομπή μόνο οι εκλεγμένοι κεντρικοί κόμβοι και οι κόμβοι πύλες θα προωθούν τα μηνύματα. Το γεγονός αυτό αποτελεί μειονέκτημα για τους αλγόριθμους που περιγράφηκαν προηγουμένως. Αυτό συμβαίνει διότι στην περίπτωση όπου στο δίκτυο επικρατούν συνθήκες μεγάλου επικοινωνιακού φόρτου, εμφανίζονται σημεία συμφόρησης στους κόμβους που πρέπει να προωθούν τα μηνύματα. Η εμφάνιση των σημείων συμφόρησης θα έχει ως αποτέλεσμα την υψηλή κατανάλωση ενέργειας στους κόμβους πύλες και στους κεντρικούς κόμβους. Ένα άλλο μειονέκτημα των αλγόριθμων αυτών είναι η μη αποδοτική λειτουργία τους σε δίκτυα με υψηλή κινητικότητα. Οι συχνές αλλαγές της τοπολογίας του δικτύου καθιστούν άκυρες τις συστάδες που έχουν σχηματιστεί και έτσι μειώνεται η ικανότητα του αλγόριθμου να παραδίδει τα εκπεμπόμενα μηνύματα σε όλους τους κόμβους του δικτύου. Η λύση για την αντιμετώπιση του προβλήματος αυτού, είναι η αύξηση του ρυθμού με τον οποίο ανασχηματίζονται οι συστάδες. Το γεγονός αυτό οδηγεί σε κατακλυσμό του δικτύου με μεταδώσεις μηνυμάτων ελέγχου. Οι συνεχείς εκτελέσεις των μεθόδων σχηματισμού συστάδων σπαταλούν την ενέργεια των κόμβων και βέβαια το διαθέσιμο εύρος ζώνης του καναλιού.

2.5.3 Μέθοδοι για προσεγγιστική κατασκευή ενός MCDS

Αρκετές ερευνητικές ομάδες έχουν ασχοληθεί στο παρελθόν με την προσεγγιστική κατασκευή του Ελάχιστου Συνεκτικού Κυρίαρχου Συνόλου (MCDS - Minimum Connected Dominating Set). Ένα Συνεκτικό Κυρίαρχο Σύνολο (CDS) ενός γράφου είναι ένα σύνολο από κορυφές, τέτοιο ώστε κάθε κορυφή του γράφου είτε ανήκει στο σύνολο αυτό είτε υπάρχει μια ακμή που να τον συνδέει με μια κορυφή που ανήκει στο σύνολο αυτό. Το MCDS ενός δικτύου είναι το συνεκτικό κυρίαρχο σύνολο που περιέχει τους λιγότερους κόμβους. Το πρόβλημα εύρεσης ενός MCDS έχει αποδειχθεί ότι είναι NP-complete ακόμη και για δίκτυα τύπου UDG² (Unit Disk Graph) [21]. Για τον λόγο αυτό οι αλγόριθμοι που ανήκουν στην κατηγορία αυτή κατασκευάζουν ένα CDS (Connected Dominating Sets) προσπαθώντας να προσεγγίσουν ένα MCDS. Μόλις ο αλγόριθμος κατασκευάσει το σύνολο αυτό, μπορεί να το χρησιμοποιήσει έτσι ώστε μόνο οι κόμβοι που ανήκουν στο σύνολο αυτό να έχουν δικαίωμα προώθησης των μηνυμάτων. Με τον τρόπο αυτό όλοι οι κόμβοι του δικτύου θα παραλάβουν το μήνυμα. Στη βιβλιογραφία έχουν προταθεί ορισμένοι αλγόριθμοι που προσεγγίζουν ένα MCDS. Στην δημοσίευση [41] αρχικά δημιουργείται ένα σύνολο με τους υποψήφιους κόμβους για το CDS. Στην συνέχεια εφαρμόζονται δύο κανόνες ώστε να αφαιρεθούν οι περιττοί κόμβοι από το σύνολο αυτό ώστε να κατασκευαστεί το τελικό σύνολο κόμβων. Οι συγγραφείς του [34] προτείνουν έναν αλγόριθμο για σχηματισμό και διατήρηση συνόλων CDS, ο οποίος έχει μειωμένο επικοινωνιακό κόστος. Ο αλγόριθμος δεν απαιτεί αντιστοίχιση μοναδικών αναγνωριστικών στους κόμβους και εξάγει πληροφορίες από το μέγεθος των γειτονιών των κόμβων. Οι συγγραφείς της δημοσίευσης [4] προτείνουν έναν

²Ένας γράφος ονομάζεται UDG αν και μόνο αν υπάρχει 1–1 αντιστοιχία των κορυφών του με κύκλους, ίδιας ακτίνας ρ που ανήκουν στο ίδιο επίπεδο, τέτοια ώστε δύο κορυφές συνδέονται με μια ακμή μόνο αν το κέντρο του ενός κύκλου βρίσκεται εντός της περιοχής του άλλου κύκλου.

κατανεμημένο αλγόριθμο για κατασκευή CDS ο οποίος χρησιμοποιεί μόνο τοπικές πληροφορίες γειτνίασης. Ο αλγόριθμος εφαρμόζεται σε δίκτυα τύπου UDG και ολοκληρώνεται σε γραμμικό χρόνο χρησιμοποιώντας γραμμικό αριθμό μηνυμάτων. Στην δημοσίευση [38] προτείνεται ένας κατανεμημένος αλγόριθμος για κατασκευή CDS ο οποίος απαιτεί γραμμικό χρόνο και φτάνει το κάτω φράγμα των $\Omega(n \log n)$ στον αριθμό των μηνυμάτων ελέγχου που χρησιμοποιεί.

Οι αλγόριθμοι για την προσέγγιση ενός MCDS που παρουσιάστηκαν είναι αρκετά αποδοτικοί, όμως οι συνεχείς μεταβολές της τοπολογίας ενός MANET αυξάνουν το κόστος που απαιτείται για την διατήρηση των MCDS. Μια προτεινόμενη λύση στο πρόβλημα αυτό είναι οι αλγόριθμοι που προσεγγίζουν δυναμικά ένα MCDS μόνο όταν υπάρχει ανάγκη για εκπομπή ενός μηνύματος. Σε περιπτώσεις συχνών μεταβολών της τοπολογίας οι αλγόριθμοι αυτοί παρουσιάζουν μικρότερο κόστος. Οι συγγραφείς του [25] προτείνουν ένα αλγόριθμο για εκπομπή ο οποίος ονομάζεται Scalable Broadcast Algorithm (SBA). Στον SBA οι κόμβοι περιοδικά ανταλλάσσουν μηνύματα ενημέρωσης (HELLO messages) ώστε να αποκτήσουν γνώση για την γειτονιά δύο αλμάτων τους. Οι κόμβοι χρησιμοποιούν την πληροφορία αυτή για να μειώσουν τις περιττές προωθήσεις μηνυμάτων. Συγκεκριμένα ένας κόμβος που λαμβάνει ένα μήνυμα, περιμένει για t χρονικές στιγμές ώστε να λάβει διπλότυπα του μηνύματος αυτού. Μόλις περάσει το χρονικό διάστημα αυτό, αποφασίζει αν χρειάζεται να προωθήσει το μήνυμα. Η τιμή της παραμέτρου t επιλέγεται ομοιόμορφα από το διάστημα $[0, T_{max}]$ δευτερόλεπτα. Αποδεικνύεται ότι η επίδοση του SBA συνδέεται στενά με την τιμή T_{max} . Αν το T_{max} είναι μεγάλο οι κόμβοι θα περιμένουν για μεγάλο χρονικό διάστημα ώστε να ανακαλύψουν πλεονάζουσες προωθήσεις. Έτσι οι κόμβοι που τελικά θα χρειαστεί να προωθήσουν το μήνυμα θα είναι πιθανόν λιγότεροι. Όμως ο χρόνος που χρειάζεται μέχρι να παραδοθεί το μήνυμα σε όλους τους κόμβους είναι αρκετά μεγαλύτερος. Έτσι στην επιλογή της σωστής τιμής για την παράμετρο T_{max} θα πρέπει να γίνεται συμβιβασμός μεταξύ των πλεοναζόντων προωθήσεων και της καθυστέρησης παράδοσης του εκπεμπόμενου μηνύματος σε όλους του κόμβους. Στην δημοσίευση [17] οι συγγραφείς προτείνουν δύο αλγόριθμους για εκπομπή σε MANETs. Ο πρώτος από αυτούς ονομάζεται SP (Self Pruning). Στον αλγόριθμο SP οι κόμβοι ανταλλάσσουν μηνύματα ενημέρωσης ώστε να γνωρίζουν τους γείτονές τους. Στον SP όταν ένας κόμβος επιθυμεί να ξεκινήσει μια εκπομπή τότε ενσωματώνει στο μήνυμα τα αναγνωριστικά των γειτόνων του και εκπέμπει το μήνυμα. Κάθε γείτονας που λαμβάνει το μήνυμα συγκρίνει την γειτονιά του με την γειτονιά του αποστολέα. Αν υπάρχει ένας γείτονας του παραλήπτη που δεν ανήκει στην γειτονιά του αποστολέα τότε ο κόμβος που έλαβε το μήνυμα έχει το δικαίωμα να το προωθήσει. Έτσι η απόφαση, για το αν ένας κόμβος u επιτρέπεται να προωθήσει ή όχι ένα μήνυμα, πραγματοποιείται από τον ίδιο τον κόμβο u που έλαβε το μήνυμα. Ο ψευδοκώδικας του SP φαίνεται στο Σχήμα 1. Ο δεύτερος αλγόριθμος που προτείνεται στο [17], ο οποίος ονομάζεται DP, καθώς και οι δύο αλγόριθμοι που προτείνονται στο [19] (PDP και TDP), συλλέγουν πληροφορίες που αφορούν τις γειτονιές δύο αλμάτων των κόμβων και στην συνέχεια τις αξιοποιούν ώστε να μειώσουν τις προωθήσεις των μηνυμάτων. Σε αυτούς τους τρεις αλγόριθμους, αντίθετα με τον SP, η απόφαση για το αν ένας κόμβος u , που λαμβάνει ένα μήνυμα, ανήκει ή όχι στο σύνολο

αυτών που επιτρέπεται να το προωθήσουν, λαμβάνεται από τον κόμβο u που απέστειλε το μήνυμα στον u . Για την προσέγγιση ενός MCDS, και οι τρεις αλγόριθμοι κατασκευάζουν ένα CDS για κάθε κόμβο u που προωθεί ένα μήνυμα. Το CDS αυτό αναφέρεται στον υπογράφο που ορίζει η γειτονιά δύο αλμάτων του κόμβου u . Έτσι αν όλοι οι κόμβοι του CDS μεταδώσουν το μήνυμα, τότε όλοι οι κόμβοι που ανήκουν στην γειτονιά δύο αλμάτων του u θα καταφέρουν να λάβουν το μήνυμα αυτό. Οι κόμβοι που αποτελούν το CDS που κατασκευάζει ένας κόμβος u λέγεται ότι ανήκουν στο σύνολο προώθησης (*Forward Set* - $Fw(u)$) του κόμβου u .

Ορισμός 2.5.1 (Σύνολο Προώθησης). *Σύνολο προώθησης ενός κόμβου u , $Fw(u)$ ορίζεται το σύνολο των κόμβων που ανήκουν στη γειτονιά του u και οι οποίοι πρέπει να προωθήσουν ένα μήνυμα ώστε όλοι οι κόμβοι που ανήκουν στην γειτονιά δύο αλμάτων του κόμβου u ($N(N(u))$) να είναι σε θέση να το παραλάβουν. Συμβολίζουμε ένα σύνολο προώθησης ως*

$$Fw(u) = \{f_1, f_2, \dots, f_n\}, f_i \in N(u) \text{ όπου } i = 1, 2, \dots, n$$

Η βασική διαδικασία κατασκευής ενός συνόλου προώθησης από έναν κόμβο u είναι κοινή για τους τρεις προαναφερθέντες αλγόριθμους και περιγράφεται στη συνέχεια:

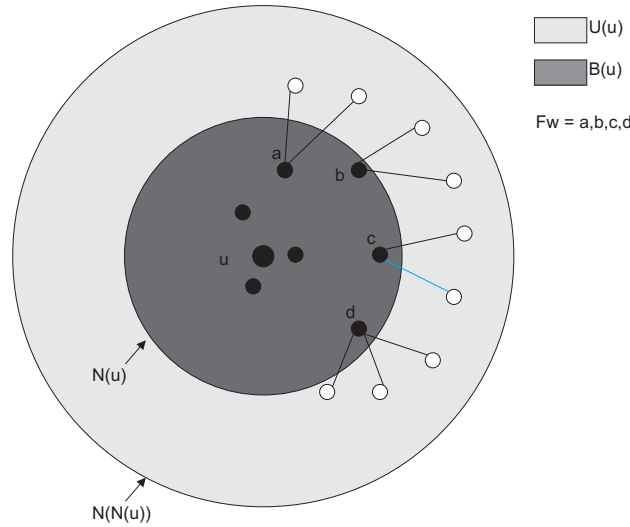
1. Ο κόμβος u συλλέγει πληροφορίες ώστε να γνωρίζει τα αναγνωριστικά των κόμβων της γειτονιάς δύο αλμάτων $N(N(u))$, κάνοντας χρήση των μηνυμάτων ελέγχου που του αποστέλλουν οι γείτονές του, δηλαδή οι κόμβοι $i \in N(u)$. Ένα μήνυμα ελέγχου από τον κόμβο i περιέχει το σύνολο $N(i)$.
2. Ο κόμβος u κατασκευάζει το σύνολο των κόμβων $U(u)$ που πρέπει να λάβουν το συγκεκριμένο μήνυμα.

Ορισμός 2.5.2. *Σύνολο $U(u)$, ενός κόμβου u που πρόκειται να προωθήσει ένα μήνυμα, είναι το σύνολο των κόμβων $i \in N(N(u)) - N(u)$, οι οποίοι σύμφωνα με την γνώση του u δεν έχουν παραλάβει ακόμη το συγκεκριμένο μήνυμα. Προφανώς ισχύει ότι $U \subseteq N(N(u))$.*

3. Ο u καθορίζει το σύνολο $B(u)$ των κόμβων οι οποίοι είναι υποψήφιοι για να ενταχθούν στο $Fw(u)$.

Ορισμός 2.5.3. *Σύνολο $B(u)$, ενός κόμβου u που πρόκειται να προωθήσει ένα μήνυμα, είναι το σύνολο των κόμβων $i \in N(u)$, οι οποίοι είναι υποψήφιοι να ενταχθούν στο $Fw(u)$ γιατί σύμφωνα με την γνώση του u , δεν έχουν προωθήσει το μήνυμα στο παρελθόν. Προφανώς ισχύει ότι $B \subseteq N(u)$.*

4. Με βάση τα σύνολα $B(u)$ και $U(u)$ το πρόβλημα κατασκευής του συνόλου $Fw(u)$ ισοδυναμεί με το πρόβλημα *Set Cover* όπου πρέπει να επιλεγεί το ελάχιστο σύνολο $Fw(u) \subseteq B(u)$, τέτοιο ώστε $\bigcup_{i \in Fw(u)} N(i) = U(u)$. Το πρόβλημα αυτό επιλύεται προσεγγιστικά από τον αλγόριθμο GSC που περιγράφεται στην συνέχεια.



Σχήμα 2.9: Κατασκευή συνόλου προώθησης του κόμβου k

5. Ο κόμβος u ενσωματώνει το $Fw(u)$ στο μήνυμα που πρόκειται να μεταδώσει. Με τον τρόπο αυτό οι γείτονές του θα γνωρίζουν αν ανήκουν στο σύνολο των κόμβων που επιτρέπεται να προωθήσουν το μήνυμα.

Ένα παράδειγμα κατασκευής συνόλου προώθησης φαίνεται στο Σχήμα 2.9. Εδώ ο κόμβος u πρέπει να προωθήσει ένα μήνυμα. Αρχικά κατασκευάζει τα σύνολα $U(u)$ και $B(u)$. Ο κόμβος προφανώς επιλέγει τα σύνολα $U(u) = N(N(u)) - N(u)$ και $B(u) = N(u)$. Μετά την εκτέλεση του GSC το σύνολο $Fw(u)$ αποτελείται από τους κόμβους $Fw(u) = \{a, b, c, d\}$. Όπως φαίνεται από το σχήμα, όλοι οι κόμβοι που ανήκουν στο σύνολο $U(u)$ θα λάβουν το μήνυμα μετά τις προωθήσεις του από τους κόμβους του συνόλου $Fw(u)$. Οι τρεις αλγόριθμοι που θα περιγραφούν στην συνέχεια, δηλαδή οι DP, PDP και TDP, χρησιμοποιούν το βασικό μηχανισμό που μόλις περιγράφηκε, όμως διαφέρουν στον τρόπο με τον οποίο κατασκευάζουν τα σύνολα $B(u)$ και $U(u)$.

Όπως αναφέρθηκε ο δεύτερος αλγόριθμος που προτείνεται στο [17] είναι ο αλγόριθμος DP, στον οποίο οι κόμβοι έχουν πληροφορίες για τους κόμβους της γειτονιάς δύο αλμάτων. Όταν ένας κόμβος u επιθυμεί να ξεκινήσει μια εκπομπή τότε αρχικά καθορίζει το σύνολο προώθησης του μηνύματος και στην συνέχεια το ενσωματώνει στο μήνυμα που αποστέλλει. Κάθε κόμβος v που λαμβάνει το μήνυμα αρχικά ελέγχει αν ανήκει στο σύνολο προώθησης του μηνύματος. Αν δεν ανήκει τότε απλά καταναλώνει το μήνυμα, αλλιώς θα πρέπει να το προωθήσει. Για το σκοπό αυτό πρέπει να καθορίσει το δικό του σύνολο προώθησης. Όπως φαίνεται και στο Σχήμα 2.10, ο αλγόριθμος DP κατασκευάζει τα σύνολα $B(v)$ και $U(v)$ ως εξής:

$$B(v) = N(v) - N(u)$$

$$U(v) = N(N(v)) - N(v) - N(u) \quad (2.1)$$

Το σύνολο $U(v)$ ορίζεται έτσι διότι οι κόμβοι που ανήκουν στο σύνολο $N(u)$ έχουν λάβει το μήνυμα και οι κόμβοι του $N(v)$ θα λάβουν το μήνυμα μόλις ο v το μεταδώσει. Επίσης για

```

Function_SP(node i){

  if new_message_to_send then
    // if node wants to broadcast a message
    forward_message(m);
  else if received_message(m, j) then
    // if node receives message m from node j.
    if received_message == duplicate_message then
      consume(m);
    else
      if  $N(i) - N(j) \neq \emptyset$  then
        forward_message(m);
      else
        consume(m);

}

```

Αλγόριθμος 1: Ψευδοκώδικας του αλγόριθμου SP

την κατασκευή του συνόλου $B(v)$ δεν λαμβάνονται υπ'όψιν οι γείτονες του κόμβου u διότι αυτός έχει ήδη αποφασίσει ποιοι από τους γείτονές του έχουν το δικαίωμα να προωθήσουν το μήνυμα. Στον DP το σύνολο προώθησης κατασκευάζεται με βάση τον αλγόριθμο GSC.

Τέλος στη δημοσίευση [19] προτείνονται δύο νέοι βελτιωμένοι αλγόριθμοι που στηρίζονται στον αλγόριθμο DP. Οι νέοι αλγόριθμοι ονομάζονται PDP (Partial Dominant Pruning) και TDP (Total Dominant Pruning). Όπως αναφέρθηκε η βασική λειτουργία των αλγορίθμων αυτών είναι ίδια με αυτή του DP. Οι κόμβοι όπως και στον DP, στέλνουν μηνύματα ελέγχου ώστε να αποκτήσουν πληροφορίες για την γειτονιά δύο αλμάτων. Οι διαφορές των αλγορίθμων εντοπίζονται στον τρόπο καθορισμού του συνόλου προώθησης. Πιο αναλυτικά στον PDP ο κόμβος που ξεκινά την εκπομπή καθορίζει το σύνολο προώθησης, ώστε να καλυφθούν από τις επόμενες εκπομπές όλοι οι κόμβοι στην γειτονιά δύο αλμάτων, το ενσωματώνει στο εκπεμπόμενο μήνυμα και τέλος αποστέλλει το μήνυμα. Στην συνέχεια κάθε κόμβος v που λαμβάνει το μήνυμα από τον κόμβο u ελέγχει αν ανήκει στο σύνολο προώθησης. Αν δεν ανήκει τότε απλά καταναλώνει το μήνυμα. Σε αντίθετη περίπτωση θα πρέπει να κατασκευάσει το νέο σύνολο προώθησης χρησιμοποιώντας τον GSC. Όπως φαίνεται και στο Σχήμα 2.10 ο PDP κατασκευάζει τα σύνολα $B(v)$ και $U(v)$ ως εξής:

$$B(v) = N(v) - N(u)$$

$$U(v) = N(N(v)) - N(v) - N(u) - N(N(v) \cap N(u)) \quad (2.2)$$

Το σύνολο $U(v)$ ορίζεται έτσι διότι ο κόμβος v υποθέτει οι κόμβοι που ανήκουν στο σύνολο $N(u)$ και στο σύνολο $N((N(v) \cap N(u)))$ έχουν λάβει το ήδη μήνυμα και οι κόμβοι του $N(v)$ θα λάβουν το μήνυμα με μόλις ο v το αποστείλει. Από το σχήμα αυτό φαίνεται ότι ο PDP έχει καταφέρει να μειώσει το σύνολο των κόμβων που πρέπει να καλυφθούν. Με τον τρόπο αυτό ενδεχομένως να μειωθεί και το σύνολο των κόμβων που πρέπει να προωθήσουν το μήνυμα. Στον αλγόριθμο TDP, όπως και στον PDP, ο κόμβος που ξεκινά την εκπομπή, έστω

```

Function_DP(node i){

  if new_message_to_send then
    // if node wants to broadcast a message
     $B(i) = N(i);$ 
     $U(i) = N(N(i)) - N(i);$ 
     $Fw(i) = \text{GSC}(B(i), U(i));$ 
    Append_forward_set_to_message( $Fw, m$ );
    forward_message( $m$ );
  else if received_message( $m, j$ ) then
    // if node receives message  $m$  from node  $j$ .
    if received_message == duplicate_forward_message then
      // if node doesn't have to rebroadcast  $m$ 
      consume( $m$ );
    else
       $B(i) = N(i) - N(j);$ 
       $U(i) = N(N(i)) - N(i) - N(j);$ 
       $Fw(i) = \text{GSC}(B(i), U(i));$ 
      Append_forward_set_to_message( $Fw, m$ );
      forward_message( $m$ );

}

```

Αλγόριθμος 2: Ψευδοκώδικας του αλγόριθμου DP

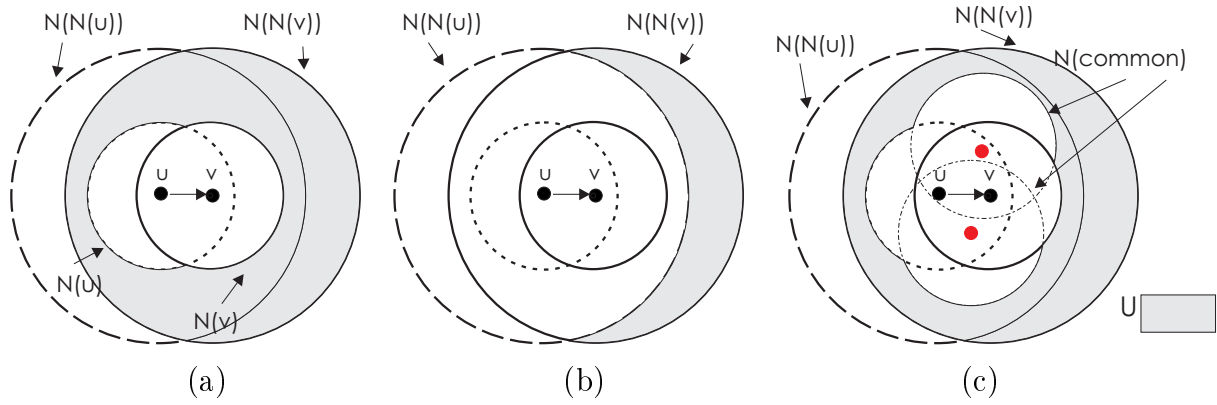
ο u , ενσωματώνει στο μήνυμα το σύνολο προώθησης. Επίσης ενσωματώνει μαζί και την λίστα με όλους τους κόμβους που ανήκουν στην γειτονιά δύο αλμάτων, δηλαδή το σύνολο $N(N(u))$. Κάθε κόμβος v που λαμβάνει το μήνυμα αρχικά εξετάζει το σύνολο προώθησης. Αν πρέπει να προωθήσει το μήνυμα τότε κατασκευάζει το νέο σύνολο προώθησης με χρήση του GSC. Όπως φαίνεται και στο Σχήμα 2.10 ο TDP κατασκευάζει τα σύνολα $B(v)$ και $U(v)$ ως εξής:

$$\begin{aligned}
 B(v) &= N(v) - N(u) \\
 U(v) &= N(N(v)) - N(N(u))
 \end{aligned} \tag{2.3}$$

Το σύνολο $U(v)$ ορίζεται έτσι διότι ο κόμβος v υποθέτει ότι όλοι οι κόμβοι που ανήκουν στο σύνολο $N(N(u))$ έχουν λάβει το μήνυμα. Ο αλγόριθμος TDP ενσωματώνει επιπλέον πληροφορία στα μηνύματα έτσι ώστε να είναι σε θέση να κατασκευάζει μικρότερο σύνολο $U(v)$ σε σχέση με τους DP και PDP. Το γεγονός αυτό συμβάλει στην επιλογή λιγότερων κόμβων για το σύνολο προώθησης και κατ'επέκταση στην μείωση των πλεοναζόντων προωθήσεων.

Ο αλγόριθμος GSC

Όπως αναφέρθηκε ο αλγόριθμος που χρησιμοποιείται για την επίλυση του *Set Cover* προβλήματος είναι ο αλγόριθμος GSC. Ο αλγόριθμος αυτός ανήκει στην κατηγορία των άπληστων (Greedy) αλγόριθμων. Δέχεται ως είσοδο τα σύνολα $B(v)$ και $U(v)$ ενός κόμβου v και σκοπός του είναι να προσεγγίσει ένα ελάχιστο υποσύνολο του συνόλου $B(v)$, οι κόμβοι



Σχήμα 2.10: Σύγκριση των συνόλων U : (a) DP (b) TDP (c) PDP.

του οποίου χρειάζεται να προωθήσουν το μήνυμα ώστε να το λάβουν όλοι οι κόμβοι του συνόλου $U(v)$. Έστω ότι ένας κόμβος v επιθυμεί να κατασκευάσει το σύνολο προώθησης $Fw(v)$. Ο v θα δώσει στον GSC ως είσοδο τα σύνολα $B(v)$, $U(v)$ καθώς και για κάθε κόμβο $i \in B(v)$, το σύνολο $N(i)$. Ο ψευδοκώδικας του GSC φαίνεται στο Σχήμα 5.

Ο αλγόριθμος GSC ξεκινά έχοντας το $Fw(v)$ ως κενό σύνολο. Στην συνέχεια σε κάθε βήμα του βρίσκει τον υποψήφιο κόμβο (max) ο οποίος καλύπτει τον μεγαλύτερο αριθμό από κόμβους του συνόλου $U(v)$. Ο κόμβος max προστίθεται στο $Fw(v)$ και οι κόμβοι που καλύπτει θεωρούνται ότι δεν ανήκουν πλέον στο σύνολο $U(v)$. Η ίδια διαδικασία επαναλαμβάνεται μέχρι να καλυφθούν όλοι οι κόμβοι του συνόλου $U(v)$. Στόχος είναι να κατασκευαστεί όσο το δυνατόν μικρότερο σύνολο προώθησης.

Ο αλγόριθμος MPR

Ο αλγόριθμος GSC που περιγράφηκε νωρίτερα ανήκει στην κατηγορία των άπληστων αλγορίθμων και έτσι το αποτέλεσμα που δίνει δεν είναι το βέλτιστο. Για τον λόγο αυτό οι συγγραφείς του [3] προτείνουν τον αλγόριθμο που ονομάζεται MPR (Multi Point Relaying) για την κατασκευή του συνόλου προώθησης. Ο αλγόριθμος δέχεται επίσης είσοδο από έναν κόμβο v τα σύνολα $B(v)$, $U(v)$ καθώς και για κάθε κόμβο $i \in B(v)$, το σύνολο $N(i)$. Στηρίζεται στον GSC ώστε να προσεγγίσει την κατασκευή του ελάχιστου συνόλου από κόμβους του $B(v)$ οι οποίοι χρειάζεται να προωθήσουν το μήνυμα ώστε να το λάβουν όλοι οι κόμβοι του συνόλου $U(v)$. Ο MPR εισάγει ένα ευρετικό κριτήριο ώστε να επιλέξει ορισμένους κόμβους, οι οποίοι είναι απαραίτητα συστατικά του συνόλου προώθησης. Έτσι αρχικά βρίσκει τους κόμβους του συνόλου $B(v)$ οι οποίοι είναι οι μοναδικοί γείτονες, δηλαδή καλύπτουν μοναδικά, κάποιους από τους κόμβους του συνόλου $U(v)$. Οι κόμβοι αυτοί προστίθενται στο σύνολο προώθησης πρώτοι διότι η παρουσία τους σε αυτό είναι δεδομένη. Για την ολοκλήρωση της κατασκευής του συνόλου προώθησης ο MPR χρησιμοποιεί τον αλγόριθμο GSC.

```

Function_PDP(node i){

  if new_message_to_send then
    // if node wants to broadcast a message
     $B(i) = N(i)$ ;
     $U(i) = N(N(i)) - N(i)$ ;
     $Fw(i) = \text{GSC}(B(i), U(i))$ ;
    Append_forward_set_to_message( $Fw, m$ );
    forward_message( $m$ );
  else if received_message( $m, j$ ) then
    // if node receives message  $m$  from node  $j$ .
    if received_message == duplicate_forward_message then
      // if node doesn't have to rebroadcast  $m$ 
      consume( $m$ );
    else
       $B(i) = N(i) - N(j)$ ;
       $U(i) = N(N(i)) - N(i) - N(j) - N(N(i) \cap N(j))$ ;
       $Fw(i) = \text{GSC}(B(i), U(i))$ ;
      Append_forward_set_to_message( $Fw, m$ );
      forward_message( $m$ );

}

```

Αλγόριθμος 3: Ψευδοκώδικας του αλγόριθμου PDP

2.6 Περιθώρια Βελτίωσης

Οι κατηγορίες των αλγόριθμων που παρουσιάστηκαν στην προηγούμενη ενότητα έχουν ως σκοπό την αποδοτική εκτέλεση της εκπομπής. Στην πράξη τα αποτελέσματα δείχνουν ότι κανείς από τους αλγόριθμους αυτούς δεν μπορεί να ανταποκριθεί πλήρως σε όλα τα χαρακτηριστικά των MANETs. Στο [12] αναφέρεται ότι οι αλγόριθμοι που χρησιμοποιούν πιθανοτικά μοντέλα δεν αποδίδουν καλά σε στατικά δίκτυα με σχετικά μεγάλο αριθμό κόμβων. Σχετικά με τους αλγόριθμους που δημιουργούν συστάδες, όπως αναφέρθηκε όλα τα πακέτα πρέπει να μεταδίδονται μέσω του κεντρικού κόμβου, γεγονός που δημιουργεί συμφόρηση στον κόμβο αυτό. Ο κατακλυσμός ενός κόμβου με μηνύματα δεν είναι μια καλή τακτική ιδιαίτερα όταν ο αλγόριθμος της εκπομπής χρησιμοποιείται από αλγόριθμους δρομολόγησης. Τέλος, οι αλγόριθμοι αυτοί είναι ιδιαίτερα ευπαθείς στις συνεχείς αλλαγές της τοπολογίας του δικτύου διότι στην περίπτωση αυτή η συντήρηση των συστάδων προϋποθέτει μεγάλο αριθμό μηνυμάτων ελέγχου. Το αδύνατο σημείο των αλγόριθμων που χρησιμοποιούν τοπικές πληροφορίες για την εικόνα του δικτύου, είναι η χαμηλή απόδοση σε δίκτυα όπου οι κόμβοι έχουν αυξημένη κινητικότητα [12]. Επίσης στο ίδιο άρθρο αναφέρεται ότι οι αλγόριθμοι αυτοί έχουν αρκετά πλεονεκτήματα και αξίζουν μελέτη. Οι αλγόριθμοι που χρησιμοποιούν τοπικές πληροφορίες για την δομή του δικτύου ονομάζονται και αισιόδοξοι αλγόριθμοι (optimistic) επειδή για μικρά χρονικά διαστήματα θεωρούν την τοπολογία του δικτύου σταθερή. Αυτό γίνεται για να είναι σε θέση να προγραμματίσουν τις επόμενες ενέργειές τους. Όμως σε δίκτυα με αυξημένη κινητικότητα κόμβων οι υποθέσεις των

```

Function_TDP(node i){

if new_message_to_send then
    // if node wants to broadcast a message
     $B(i) = N(i)$ ;
     $U(i) = N(N(i)) - N(i)$ ;
     $Fw(i) = \text{GSC}(B(i), U(i))$ ;
    Append_forward_set_to_message( $Fw, m$ );
    Append_2-hop_neighborhood_to_message( $N(N(i)), m$ );
    forward_message( $m$ );
else if received_message( $m, j$ ) then
    // if node receives message  $m$  from node  $j$ .
    if received_message == duplicate_forward_message then
        // if node doesn't have to rebroadcast  $m$ 
        consume( $m$ );
    else
         $B(i) = N(i) - N(j)$ ;
         $U(i) = N(N(i)) - N(N(j))$ ;
         $Fw(i) = \text{GSC}(B(i), U(i))$ ;
        Append_forward_set_to_message( $Fw, m$ );
        forward_message( $m$ );

}

```

Αλγόριθμος 4: Ψευδοκώδικας του αλγόριθμου TDP

αλγόριθμων για μη μεταβολή της θέσης των κόμβων που μετέχουν στην k -οστή γειτονιά συνήθως δεν ισχύουν. Έτσι οι αλγόριθμοι αντιμετωπίζουν προβλήματα με την παράδοση του μηνύματος σε όλους τους κόμβους του δικτύου [12]. Στα [17], [19] φαίνεται ότι οι αλγόριθμοι SP, DP, TDP και PDP προκαλούν μεγάλο αριθμό προωθήσεων μηνύματος σε σχέση με τον θεωρητικά βέλτιστο αριθμό προωθήσεων ώστε όλοι οι κόμβοι να λάβουν το μήνυμα. Από τα παραπάνω γίνεται αντιληπτό ότι στην κατηγορία αυτή υπάρχουν περιθώρια βελτίωσης ώστε να επιτευχθεί όσο το δυνατόν μεγαλύτερη κάλυψη του δικτύου με τις λιγότερες προωθήσεις. Επίσης ένα άλλο ζήτημα που αξίζει προσοχής στους αλγόριθμους της κατηγορίας αυτής είναι ο αλγόριθμος GSC που χρησιμοποιούν για την κατασκευή του συνόλου προώθησης. Ο αλγόριθμος αυτός ανήκει στην κατηγορία των άπληστων αλγόριθμων και έτσι τα αποτελέσματα που δίνει δεν είναι τα βέλτιστα. Το γεγονός αυτό δηλώνει την ανάγκη για εύρεση ενός αλγόριθμου που δίνει καλύτερα αποτελέσματα σε σχέση με τον GSC, γεγονός που θα έχει ως αποτέλεσμα την αποδοτικότερη λειτουργία των αλγόριθμων εκπομπής που τον χρησιμοποιούν.

Function_GSC(node u){

Initially:

$Fw(v) = \emptyset, Z = \emptyset$

$K = \{S_1, S_2, \dots, S_n\}$ where $S_k = N(u_k) \cap U$ for all $u_k \in B$

Step 1:

Find S_k set that is maximal in set K .

Step 2:

$Fw(v) = Fw(v) \cup u_k, Z = Z \cup S_k, K = K - \{S_k\}$

$S_i = S_i - S_k$ for all $S_i \in K$

Step 3:

if $Z = U$ **then**

 return $Fw(v)$;

else

 goto **Step 1**;

return $Fw(v)$

}

Αλγόριθμος 5: Ψευδοκώδικας του αλγόριθμου GSC

ΚΕΦΑΛΑΙΟ 3

ΠΡΟΤΕΙΝΟΜΕΝΕΣ ΛΥΣΕΙΣ ΓΙΑ ΕΚΠΟΜΠΗ ΣΕ ΚΙΝΗΤΑ ΚΑΤΑ ΠΕΡΙΠΤΩΣΗ ΔΙΚΤΥΑ

3.1 Κλάδεμα με Βάση το Ιστορικό Ενός Μηνύματος

3.2 Ο αλγόριθμος DPE (Dominant Pruning Enhancement)

3.3 Αλγόριθμοι Κατασκευής Συνόλων Προώθησης

Στο κεφάλαιο αυτό θα παρουσιαστούν τα αποτελέσματα της έρευνας που πραγματοποιήθηκε στο θέμα της εκπομπής σε MANETs. Από τις κατηγορίες των αλγόριθμων που παρουσιάστηκαν στο προηγούμενο κεφάλαιο, περισσότερο ενδιαφέρον έχει η ομάδα των αλγόριθμων οι οποίοι δυναμικά προσεγγίζουν την κατασκευή MCDS, ώστε να πραγματοποιήσουν την εκπομπή ενός μηνύματος. Για τον λόγο αυτό η έρευνα ασχολήθηκε με αυτή την κατηγορία των αλγόριθμων. Οι αλγόριθμοι που προτείνονται επεκτείνουν τους αλγόριθμους που χρησιμοποιούν σύνολα προώθησης και στοχεύουν στην μείωση των κόμβων που προωθούν τα εκπεμπόμενα μηνύματα και μπορούν να χωριστούν σε τρεις κατηγορίες. Στην πρώτη κατηγορία ανήκουν δύο νέοι αλγόριθμοι για εκπομπή που ονομάζονται HDP και H2DP. Οι αλγόριθμοι αυτοί, όπως και οι άλλοι της κατηγορίας, χρησιμοποιούν σύνολα προώθησης για να καθορίσουν τους κόμβους που είναι επιτρεπτό να εκπέμψουν. Η καινοτομία των αλγόριθμων αυτών είναι η χρήση του ιστορικού των μηνυμάτων. Ως ιστορικό ενός μηνύματος ορίζονται οι πληροφορίες που σχετίζονται με την διαδρομή που ακολουθεί ένα μήνυμα στο δίκτυο. Πιο συγκεκριμένα το ιστορικό ενός μηνύματος, το οποίο λαμβάνεται από έναν κόμβο, παρέχει στον κόμβο αυτό πληροφορίες σχετικά με το ποιοί κόμβοι του δικτύου έχουν παραλάβει το μήνυμα αυτό. Στον αλγόριθμο HDP το ιστορικό περιέχει τους κόμβους που ανήκουν στη γειτονιά όσων προώθησαν το μήνυμα ενώ στον αλγόριθμο H2DP το ιστορικό περιέχει τους κόμβους που βρίσκονται εντός της γειτονιάς δύο αλμάτων των κόμβων που προώθησαν το μήνυμα. Οι αλγόριθμοι HDP και H2DP εκμεταλλεύονται την πληροφορία του ιστορικού ώστε να μειώσουν το μέγεθος των συνόλων προώθησης.

Ο προτεινόμενος αλγόριθμος της δεύτερης κατηγορίας ονομάζεται DPE και εστιάζει στην αξιοποίηση των πληροφοριών γειτνίασης στη διαδικασία κατασκευής ενός συνόλου προώθησης. Ο DPE εκμεταλλεύεται τη συσχέτιση του συνόλου $U(u)$, που κατασκευάζει ένας κόμβος u , με τα αντίστοιχα σύνολα των γειτόνων του, ώστε να μειώσει το μέγεθος του συνόλου προώθησης. Για τον σκοπό αυτό ένας κόμβος που φτιάχνει ένα σύνολο προώθησης με τον αλγόριθμο DPE, για κάθε κόμβο i που εισάγει σε αυτό, εισάγει επίσης και το σύνολο των κόμβων V_i που θα πρέπει να καλύψει ο συγκεκριμένος κόμβος όταν μεταδώσει το μήνυμα. Η πληροφορία αυτή μπορεί να αξιοποιηθεί ώστε να μειωθεί ο αριθμός των διπλότυπων μηνύματων. Η μεθοδολογία που εισάγει ο DPE μπορεί να χρησιμοποιηθεί σε όλους τους αλγόριθμους εκπομπής που προσεγγίζουν δυναμικά ένα MCDS.

Τέλος, η τρίτη κατηγορία περιλαμβάνει δύο αλγόριθμους που ονομάζονται EFCN και PEFS. Οι αλγόριθμοι αυτοί εστιάζουν στην επίλυση του *Set Cover* προβλήματος και σκοπό έχουν να βελτιώσουν την απόδοση του αλγόριθμου GSC, ο οποίος είναι ο παραδοσιακός αλγόριθμος που χρησιμοποιείται. Επειδή ο GSC είναι άπληστος αλγόριθμος τα σύνολα προώθησης που κατασκευάζει δεν είναι τα ελάχιστα δυνατά. Οι αλγόριθμοι που προτείνονται χρησιμοποιούν νέες ευρετικές τεχνικές ώστε να καταφέρουν να αφαιρέσουν από τα σύνολα προώθησης που παράγει ο GSC, κόμβους των οποίων η παρουσία είναι περιττή. Για να το πετύχει αυτό ο EFCN χρησιμοποιεί ένα νέο ευρετικό κριτήριο για την επιλογή των κόμβων που θα απαρτίσουν το σύνολο προώθησης, ενώ ο αλγόριθμος PEFS επεξεργάζεται το σύνολο προώθησης που παράγει ο GSC ώστε να ανακαλύψει και να αφαιρέσει πιθανόν περιττούς κόμβους.

3.1 Κλάδεμα με Βάση το Ιστορικό Ενός Μηνύματος

Στην ενότητα αυτή παρουσιάζονται αναλυτικά οι δύο νέοι αλγόριθμοι για εκπομπή που ονομάζονται αντίστοιχα HDP (History based Dominant Pruning) και H2DP (History Based 2 - Hop Dominant Pruning). Οι αλγόριθμοι εκτελούνται δυναμικά όταν υπάρχει ανάγκη για εκπομπή ενός μηνύματος (on-demand algorithms) και στόχος τους είναι να προσεγγίσουν ένα ελάχιστο συνεκτικό κυρίαρχο σύνολο (MCDS). Κοινό χαρακτηριστικό τους είναι ότι διατηρούν πληροφορίες για την γειτονιά δύο αλμάτων. Για τον σκοπό αυτό οι κόμβοι του δικτύου περιοδικά ανταλλάσσουν μεταξύ τους μηνύματα (Hello messages) που περιέχουν τα αναγνωριστικά των γειτόνων τους. Η χρήση των περιοδικών μηνυμάτων αποτελεί κοινή πρακτική των αλγόριθμων εκπομπής στα MANETs. Οι κόμβοι χρησιμοποιούν την πληροφορία της γειτονιάς τους και τον αλγόριθμο GSC, ώστε να κατασκευάσουν το σύνολο προώθησης, δηλαδή για να καθορίσουν τους κόμβους που επιτρέπεται να προωθήσουν ένα μήνυμα. Όπως αναφέρθηκε οι προτεινόμενοι αλγόριθμοι δανείζονται στοιχεία λειτουργικότητας από τους αλγόριθμους DP και TDP που περιγράφηκαν στο προηγούμενο κεφάλαιο. Η καινοτομία που εισάγουν είναι η χρήση του ιστορικού ενός μηνύματος. Με τον όρο ιστορικό εννοούνται οι πληροφορίες που σχετίζονται με την διαδρομή που ακολουθεί ένα μήνυμα μέσα στο δίκτυο. Συγκεκριμένα το ιστορικό ενός μηνύματος περιέχει τους κόμβους που

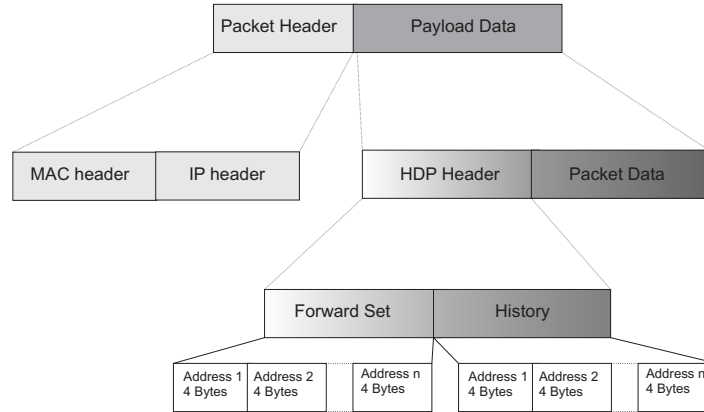
είναι σε θέση να έχουν λάβει το συγκεκριμένο μήνυμα ως αποτέλεσμα των προωθήσεων που αυτό έχει υποστεί. Το ιστορικό μπορεί να αξιοποιηθεί από έναν κόμβο u ώστε να μειώσει το σύνολο $U(u)$ και επομένως να εξάγει μικρότερο σύνολο προώθησης. Το ιστορικό ενός μηνύματος, καθώς και το σύνολο προώθησης του, βρίσκονται αποθηκευμένα στο ίδιο το μήνυμα. Έστω ότι ένας κόμβος u λάβει από τον κόμβο v ένα εκπεμπόμενο μήνυμα p το οποίο πρόκειται να προωθήσει. Όπως αναφέρθηκε το ιστορικό του μηνύματος θα χρησιμοποιηθεί από τον κόμβο u στην κατασκευή του συνόλου προώθησης. Συγκεκριμένα οι κόμβοι που ανήκουν στο ιστορικό θεωρούνται ότι έχουν λάβει το μήνυμα και επομένως εξαιρούνται από το σύνολο $U(u)$. Έπειτα από την κατασκευή του συνόλου προώθησης, ο u αναλαμβάνει να ανανεώσει το ιστορικό του συγκεκριμένου μηνύματος. Έτσι το ιστορικό του μηνύματος p στον κόμβο u που στην συνέχεια συμβολίζεται ως $History_u(p)$, θα περιέχει τους κόμβους του ιστορικού και το σύνολο των κόμβων H , που ο κόμβος u θεωρεί ότι θα λάβουν το μήνυμα μετά την μετάδοσή του. Είναι κατανοητό ότι η ακρίβεια του αλγόριθμου εξαρτάται από τον σωστό προσδιορισμό του συνόλου H . Οι δύο αλγόριθμοι HDP και H2DP διαφέρουν στην θεώρηση του συνόλου αυτού. Λεπτομέρειες για την λειτουργία των δύο αλγόριθμων δίνονται στην συνέχεια.

3.1.1 Ο αλγόριθμος HDP

Κάθε κόμβος v που εκτελεί τον αλγόριθμο HDP έχει πληροφορίες για την γειτονιά δύο αλμάτων, την οποία διατηρεί σε έναν πίνακα που ονομάζεται πίνακας γειτνίασης (Neighbour Table). Στον πίνακα αυτόν υπάρχουν οι κόμβοι που βρίσκονται εντός της γειτονιάς δύο αλμάτων του v , δηλαδή στο σύνολο $N(N(v))$. Η πληροφορία αυτή συλλέγεται με την περιοδική εκπομπή μηνυμάτων ελέγχου από κάθε κόμβο. Το μήνυμα ελέγχου ενός κόμβου v περιέχει την πληροφορία $N(v)$. Τα μηνύματα ελέγχου στέλνονται ανά t_h (hello time) χρονικές μονάδες. Η επιλογή κατάλληλης τιμής της παραμέτρου t_h είναι πολύ σημαντική διότι καθορίζει την ακρίβεια των πληροφοριών του πίνακα γειτνίασης κάθε κόμβου. Γίνεται εύκολα αντιληπτό ότι σε δίκτυα όπου οι κόμβοι κινούνται με σχετικά μεγάλη ταχύτητα η τιμή της παραμέτρου t_h θα πρέπει να είναι σχετικά μικρή ώστε οι κόμβοι να έχουν σωστή εικόνα της γειτονιάς τους. Μια άλλη σημαντική παράμετρος στην διαδικασία ανανέωσης του πίνακα γειτνίασης του κόμβου v , είναι ο χρόνος για τον οποίο ένας κόμβος u θεωρείται γείτονας του v . Ο χρόνος αυτός στον αλγόριθμο HDP είναι ίσος με $2t_h$. Αυτό σημαίνει ότι αν περάσει το χρονικό διάστημα $2t_h$ χωρίς ο κόμβος v να λάβει ένα μήνυμα ενημέρωσης από τον u (πιθανώς λόγω της κίνησης των δύο κόμβων, ή της απόσυρσης του κόμβου από το δίκτυο), η εγγραφή του u θεωρείται άκυρη και αφαιρείται από τον πίνακα γειτνίασης. Για να διατηρηθεί η εγγυρότητα της εγγραφής θα πρέπει ο κόμβος v να λάβει, μέσα στο διάστημα $2t_h$, ένα μήνυμα ελέγχου από τον κόμβο u .

Έστω ότι ένας κόμβος s επιθυμεί να εκπέμψει ένα μήνυμα σε όλους τους κόμβους του δικτύου. Ο κόμβος αυτός αρχικά κατασκευάζει το σύνολο προώθησης του μηνύματος, δηλαδή επιλέγει ένα υποσύνολο των γειτόνων του που πρέπει να προωθήσουν το μήνυμα ώστε να το λάβουν όλοι οι κόμβοι στην γειτονιά δύο αλμάτων. Το σύνολο αυτό κατασκευάζεται με τον

αλγόριθμο GSC που λαμβάνει ως παραμέτρους $B(s) = N(s)$ και $U(s) = N(N(s)) - N(s)$. Το μήνυμα που θα αποστείλει ο s , όπως φαίνεται και στο Σχήμα 3.1, αποτελείται από δύο βασικά μέρη. Το πρώτο περιέχει τις απαραίτητες κεφαλίδες των πρωτοκόλλων δικτύου, για παράδειγμα οι κεφαλίδες MAC και IP [36]. Το δεύτερο μέρος του πακέτου περιέχει την



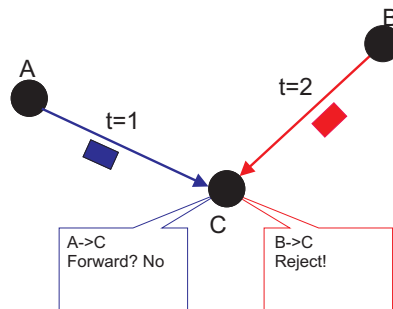
Σχήμα 3.1: Δομή πακέτου HDP

κεφαλίδα που προσθέτει ο αλγόριθμος HDP και τα δεδομένα που πρέπει να παραδοθούν στους κόμβους του δικτύου. Πιο αναλυτικά η κεφαλίδα του HDP περιέχει τα εξής:

1. Το σύνολο προώθησης του μηνύματος που κατασκεύασε ο s ($Fw(s)$)
2. Το σύνολο $History_s(p) = N(s)$

Το δεύτερο συστατικό της κεφαλίδας HDP αποτελεί το τρέχον ιστορικό του μηνύματος. Να σημειωθεί ότι το αναγνωριστικό κάθε κόμβου αναπαρίσταται από τέσσερα bytes. Από την σχέση $History_s(p) = N(s)$ φαίνεται ότι οι κόμβοι που ανήκουν στην γειτονιά του κόμβου s αποτελούν το ιστορικό του μηνύματος. Στον αλγόριθμο HDP γίνεται η υπόθεση ότι όλοι οι κόμβοι που ανήκουν στην γειτονιά ενός αλμάτος, του κόμβου που μεταδίδει ένα μήνυμα, θα καταφέρουν τελικά να το λάβουν. Για τον λόγο αυτό οι συγκεκριμένοι κόμβοι (δηλαδή οι γείτονες των κόμβων που μεταδίδουν το μήνυμα) ανήκουν πλέον στο ιστορικό του μηνύματος ως κόμβοι που θα λάβουν άμεσα το μήνυμα. Ένας κόμβος u που πρέπει να προωθήσει ένα μήνυμα επεξεργάζεται την πληροφορία αυτή με σκοπό να μειώσει το σύνολο $U(u)$ και επομένως να κατασκευάσει μικρότερα σύνολα προώθησης. Η υπόθεση, ότι όλοι οι γείτονες ενός κόμβου που μεταδίδει ένα μήνυμα θα καταφέρουν τελικά να το λάβουν, είναι πολύ σημαντική για την σωστή λειτουργία του HDP. Στο προηγούμενο κεφάλαιο περιγράφηκαν διάφορα τεχνολογικά ζητήματα για τις απώλειες μηνυμάτων σε MANETs. Σε τέτοιες περιπτώσεις η υπόθεση του HDP δεν ισχύει και επομένως ορισμένοι κόμβοι ανήκουν λανθασμένα στο ιστορικό ενός μηνύματος διότι δεν θα καταφέρουν να το λάβουν. Τέτοιες αποκλίσεις μπορεί να οδηγήσουν τον αλγόριθμο HDP σε αδυναμία παράδοσης του μηνύματος σε ορισμένους κόμβους του δικτύου. Ωστόσο αναμένεται ότι τέτοιες περιπτώσεις συμβαίνουν σπάνια και η επίπτωσή τους στην απόδοσή του HDP είναι μικρή, γεγονός που επιβεβαιώνεται και από τις πειραματικές μετρήσεις.

Κάθε κόμβος v που λαμβάνει για πρώτη φορά το μήνυμα από έναν κόμβο u εκτελεί τα παρακάτω βήματα. Αρχικά εξετάζει αν ανήκει στο σύνολο προώθησης που υπάρχει στο μήνυμα, δηλαδή αν υπάρχει στο σύνολο προώθησης που ο κόμβος u έχει ορίσει. Αν ισχύει αυτό θα πρέπει να εκκινηθεί η διαδικασία προώθησης του μηνύματος, η οποία θα περιγραφεί παρακάτω. Όταν λαμβάνονται διπλότυπα μηνύματα δεν αγνοούνται αμέσως. Αν ο κόμβος v λάβει ένα διπλότυπο, του οποίου το σύνολο προώθησης δεν τον περιέχει, τότε αγνοεί το μήνυμα. Αν όμως ανήκει στο σύνολο προώθησης του διπλότυπου, τότε θα εκκινήσει τη διαδικασία προώθησης, μόνο στην περίπτωση όπου ο συγκεκριμένος κόμβος δεν είχε προωθήσει το συγκεκριμένο μήνυμα σε προηγούμενη χρονική στιγμή. Για να γίνει περισσότερο κατανοητός ο λόγος που ακολουθείται αυτή η διαδικασία θα δοθεί ένα παράδειγμα (βλέπε Σχήμα 3.2).



Σχήμα 3.2: Παράδειγμα λανθασμένης επεξεργασίας διπλότυπου

Έστω δύο κόμβοι, A, B και C. Ο κόμβος A προωθεί ένα μήνυμα και δεν επιλέγει τον C στο σύνολο προώθησης του. Επίσης ο κόμβος B προωθεί το ίδιο μήνυμα όμως αυτός επιλέγει τον C στο σύνολο προώθησης. Έστω ότι στον κόμβο C φτάνει πρώτα το μήνυμα του A. Ο C το επεξεργάζεται και όπως είναι αναμενόμενο δεν το προωθεί. Στην συνέχεια λαμβάνει το διπλότυπο του κόμβου B. Αν το αγνοούσε εξ'αρχής τότε δεν θα πραγματοποιούσε την προώθηση που ήταν απαραίτητη ώστε να λάβουν όλοι οι γείτονες δύο αλμάτων του B το μήνυμα. Η αντιμετώπιση του προβλήματος αυτού γίνεται με χρήση σειριακών αριθμών (sequence numbers, sn). Κάθε κόμβος που ξεκινά μια εκπομπή μηνύματος, αναθέτει σε αυτό έναν σειριακό αριθμό sn . Ο αριθμός αυτός σε συνδυασμό με το αναγνωριστικό του κόμβου που ξεκίνησε την αποστολή μπορεί να χαρακτηρίσει μοναδικά ένα μήνυμα. Κάθε κόμβος αποθηκεύει πληροφορίες σχετικά με τα μηνύματα που έχει προωθήσει, οι πληροφορίες αυτές αφορούν το κόμβο που ξεκίνησε την εκπομπή και το sn του μηνύματος. Με τον τρόπο αυτό ένας κόμβος που λαμβάνει ένα μήνυμα θα το προωθήσει μόνο στην περίπτωση που ανήκει στο σύνολο προώθησης του μηνύματος και επιπλέον δεν το έχει προωθήσει ξανά σε προηγούμενη χρονική στιγμή.

Συνεχίζοντας την περιγραφή του αλγόριθμου, όταν ο κόμβος v αποφασίσει ότι πρέπει να προωθήσει ένα μήνυμα αρχικά κατασκευάζει το σύνολο προώθησης με τη βοήθεια του αλγόριθμου GSC δίνοντας παραμέτρους τα εξής σύνολα:

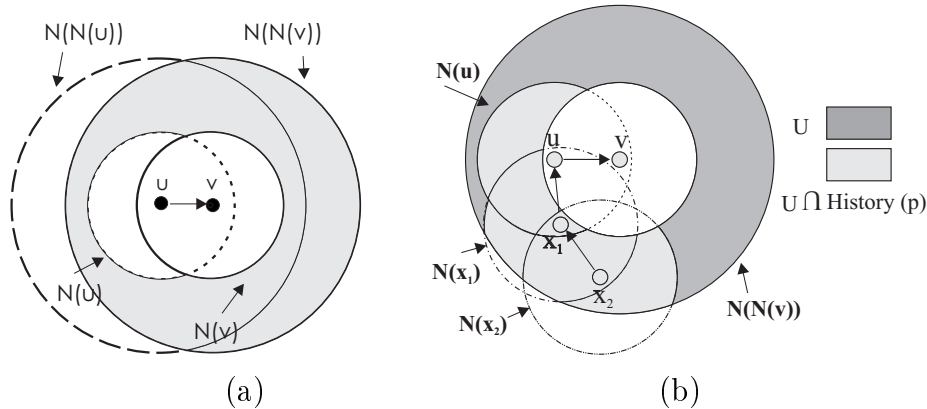
$$B = N(v) - N(u)$$

και

$$U(v) = N(N(v)) - N(u) - History_u(p) \quad (3.1)$$

Το σύνολο B ορίζεται έτσι διότι δεν υπάρχει λόγος να τεθεί υποψήφιος προώθησης, ένας κόμβος που είναι γείτονας του u . Από το σύνολο των κόμβων $N(N(v))$ οι κόμβοι του συνόλου $N(v)$ θεωρείται ότι θα λάβουν το μήνυμα αμέσως μόλις γίνει η μετάδοσή του. Το σύνολο $History_u(p)$ αναπαριστά το ιστορικό του μηνύματος όπως αυτό είχε διαμορφωθεί στον κόμβο u και το οποίο μεταφέρεται στο μήνυμα. Οι κόμβοι του συνόλου αυτού θεωρείται ότι έχουν λάβει το μήνυμα από προηγούμενες μεταδώσεις. Αν το σύνολο προώθησης ενός κόμβου είναι το κενό σύνολο, τότε ο κόμβος απλά θα προωθήσει ένα μήνυμα με κενό σύνολο προώθησης. Ο αλγόριθμος HDP τερματίζει αν ένας κόμβος λάβει ένα μήνυμα (διπλότυπο ή μη) το οποίο υπαγορεύει ότι δεν έχει δικαίωμα να προωθήσει το μήνυμα, δηλαδή ότι ο κόμβος δεν ανήκει στο σύνολο προώθησης που υπάρχει στο μήνυμα. Η κεφαλίδα HDP του μηνύματος που θα αποστείλει ο κόμβος v θα αποτελείται πάλι από δύο μέρη:

1. Το σύνολο προώθησης του μηνύματος ($FW(v)$)
2. Το σύνολο $History_v(p) = History_u(p) \cup N(v)$



Σχήμα 3.3: Σύγκριση των συνόλων U :(a) DP (b) HDP

Η τελευταία σχέση δηλώνει ότι ο κόμβος v ανανεώνει το ιστορικό του πακέτου προσθέτοντας σε αυτό το σύνολο των κόμβων που ανήκουν στην γειτονιά του. Με τον τρόπο το ιστορικό του μηνύματος εμπλουτίζεται, και πλέον περιέχει τους κόμβους που καλύπτονται από την μετάδοση που θα εκτελέσει ο v . Έτσι καθώς το μήνυμα διασχίζει το δίκτυο το ιστορικό ανανεώνεται και περιέχει πληροφορίες για όλους τους γείτονες κόμβων που έχουν μεταδώσει το μήνυμα. Οι πληροφορίες αυτές αξιοποιούνται σε επόμενα βήματα του αλγόριθμου στην κατασκευή του συνόλου $U(u)$ ενός κόμβου u , αφαιρώντας από αυτά κόμβους που έχουν ήδη καλυφθεί.

Οι αλγόριθμοι για εκπομπή που έχουν προταθεί μέχρι στιγμής αποκτούν τοπικές πληροφορίες για την τοπολογία του δικτύου, με ανταλλαγή μηνυμάτων ενημέρωσης, την οποία και χρησιμοποιούν για την μείωση των προωθήσεων. Η καινοτομία της χρήσης του ιστορικού

εφοδιάζει τους κόμβους με διαφορετικής μορφής πληροφορίες. Οι πληροφορίες αυτές δημιουργούνται δυναμικά και αφορούν την διαδικασία εκπομπής κάθε μηνύματος ξεχωριστά. Έτσι στο ιστορικό καταγράφονται πληροφορίες που αφορούν την τοπολογία του τμήματος του δικτύου που έχει καλυφθεί μέχρι μια δεδομένη χρονική στιγμή. Με τον τρόπο αυτό ο νέος αλγόριθμος δύναται να κατασκευάσει μικρότερα σύνολα προώθησης. Αυτό γιατί αναστέλλεται η προώθηση του μηνύματος από γείτονες οι οποίοι καλύπτουν μόνο κόμβους που έχουν ήδη καλυφθεί από προηγούμενες μεταδώσεις.

Η λειτουργία του HDP σε σύγκριση με αυτή φαίνεται στο Σχήμα 3.3. Εδώ ο κόμβος v λαμβάνει ένα μήνυμα από τον u . Ο κόμβος v το επεξεργάζεται και διαπιστώνει ότι ανήκει στο σύνολο προώθησης του κόμβου u . Στην συνέχεια ο v κατασκευάζει το σύνολο προώθησης αξιοποιώντας την πληροφορία από το ιστορικό του πακέτου. Όπως φαίνεται και στο σχήμα το πακέτο έχει ακολουθήσει την διαδρομή $P = \{x2, x1, u, v\}$, έτσι το ιστορικό θα περιέχει τα αναγνωριστικά των κόμβων του συνόλου $History_u(p) = N(x2) \cup N(x1) \cup N(u)$. Οι κόμβοι του ιστορικού αφαιρούνται από το σύνολο $U(v)$ διότι θεωρείται ότι έχουν λάβει το μήνυμα από τις μεταδόσεις των κόμβων $x2, x1$, και u αντίστοιχα. Αντίθετα στην περίπτωση του αλγόριθμου DP από το σύνολο $U(v)$ εξαιρούνται μόνο οι γείτονες του κόμβου u . Για τον παραπάνω λόγο ο αλγόριθμος HDP έχει μικρότερο σύνολο $U(v)$ σε σχέση με τον DP, κατά επέκταση μπορεί να κατασκευάσει μικρότερο σύνολο προώθησης. Τονίζεται ότι η μείωση αυτή δεν έχει αρνητικό αντίκτυπο στον προτεινόμενο αλγόριθμο, διότι από το σύνολο προώθησης αφαιρούνται μόνο οι κόμβοι που έχουν ήδη λάβει το μήνυμα. Ο αλγόριθμος HDP προϋποθέτει για την σωστή λειτουργία του ότι σε κάθε αποστολή μηνύματος από έναν κόμβο v όλοι οι κόμβοι του συνόλου $N(v)$ θα λάβουν τελικά το μήνυμα. Την ίδια υπόθεση κάνει και ο αλγόριθμος DP ώστε να εξασφαλίσει ότι τελικά το μήνυμα θα παραδωθεί σε όλους τους κόμβους του δικτύου. Για τον παραπάνω λόγο ο HDP δανείζεται την σχετικά υψηλή αξιοπιστία που παρέχει ο αλγόριθμος αυτός. Είναι γνωστό από την βιβλιογραφία ότι η υπόθεση που κάνει ο DP σχετικά με την παράδοση των μηνυμάτων είναι πολύ ρεαλιστική. Το γεγονός αυτό έχει ως αποτέλεσμα την αξιόπιστη παράδοση του εκπεμπόμενου μηνύματος σε όλους τους κόμβους του δικτύου. Η μεγάλη αξιοπιστία του HDP σε συνδυασμό με τον μικρότερο αριθμό προωθήσεων οδηγούν στο συμπέρασμα ότι ο προτεινόμενος αλγόριθμος HDP αναμένεται να έχει καλύτερη απόδοση σε σχέση με τον αλγόριθμο DP. Το γεγονός αυτό επιβεβαιώνεται και πειραματικά όπως θα φανεί φαίνεται στο επόμενο κεφάλαιο. Ο Αλγόριθμος 6 παρουσιάζει τον ψευδοκώδικα του αλγόριθμου HDP.

3.1.2 Ο αλγόριθμος H2DP

Η ιδέα της χρήσης συνόλων προώθησης, για την επιλογή κόμβων που επιτρέπεται να προωθήσουν ένα μήνυμα εισήχθη από τον αλγόριθμο DP. Στηριζόμενοι στον αλγόριθμο DP οι συγγραφείς του [19] πρότειναν τον αλγόριθμο TDP. Ο TDP σε αντίθεση με τον DP, για την σωστή λειτουργία του, κάνει την υπόθεση ότι όλοι οι κόμβοι στην γειτονιά δύο αλμάτων ενός κόμβου θα λάβουν το μήνυμα μετά από την μετάδοσή του από τους κόμβους του συνόλου προώθησης. Η λειτουργία του TDP φαίνεται στο Σχήμα 3.4(a). Στον TDP τα μηνύματα εκτός από το σύνολο προώθησης περιέχουν και τα αναγνωριστικά των κόμβων που

```

Function_HDP(node i){

if new_message_to_send then
    // if node wants to broadcast a message
     $B(i) = N(i)$ ;
     $U(i) = N(N(i)) - N(i)$ ;
     $Fw(i) = \text{GSC}(B(i), U(i))$ ;
    Append_forward_set_to_message( $Fw, m$ );
    Append_1-hop_history_to_message( $N(i), m$ );
    forward_message( $m$ );
else if received_message( $m, j$ ) then
    // if node receives message  $m$  from node  $j$ .
    if received_message == duplicate_forward_message then
        // if node doesn't have to rebroadcast  $m$ 
        consume( $m$ );
    else
         $B(i) = N(i) - N(j)$ ;
         $U(i) = N(N(i)) - N(i) - \text{History}_j(m)$ ;
         $Fw(i) = \text{GSC}(B(i), U(i))$ ;
        Append_forward_set_to_message( $Fw, m$ );
         $\text{History}_i(m) = \text{History}_j(m) \cup N(i)$ ;
        Append_1-hop_history_to_message( $\text{History}_i(m), m$ );
        forward_message( $m$ );

}

```

Αλγόριθμος 6: Ψευδοκώδικας του αλγόριθμου HDP

βρίσκονται στην γειτονιά δύο αλμάτων του αποστολέα. Έστω ότι ένας κόμβος v λάβει ένα μήνυμα από τον u και ισχύει ότι $v \in Fw(u)$. Όταν ο v κατασκευάσει το σύνολο $U(v)$ τότε θα θεωρήσει ότι όλοι οι κόμβοι που ανήκουν στην γειτονιά δύο αλμάτων του u έχουν λάβει το μήνυμα. Εκμεταλλευόμενος την υπόθεση αυτή ο TDP καταφέρει να μειώνει σημαντικά τις πλεονάζουσες προωθήσεις και είναι ο αποδοτικότερος, ως προς το παραγόμενο φορτίο, αλγόριθμος στην κατηγορία αλγόριθμων που χρησιμοποιούν σύνολα προώθησης. Ωστόσο η υπόθεση που κάνει ο TDP ισχύει μόνο σε δίκτυα με σχετικά μικρή κινητικότητα όπου δεν υπάρχουν συχνές απώλειες μηνυμάτων. Στις περιπτώσεις αυτές οι τοπικές πληροφορίες που έχουν οι κόμβοι να είναι σωστές. Αντίθετα σε δίκτυα με σχετικά υψηλή κινητικότητα ο πίνακας γειτνίασης περιέχει μη έγκυρες πληροφορίες που οδηγούν σε απώλειες μηνυμάτων. Το γεγονός αυτό περιορίζει τις περιπτώσεις εφαρμογής του αλγόριθμου. Οι απώλειες των μηνυμάτων επηρεάζουν πολύ την απόδοση του αλγόριθμου TDP. Αυτό συμβαίνει διότι με την χρήση του αλγόριθμου μειώνονται κατά πολύ οι εκπομπές διπλότυπων μηνυμάτων. Έτσι η πιθανότητα ένας κόμβος να λάβει ένα μήνυμα, επειδή ακολούθησε διαφορετικό μονοπάτι του δικτύου είναι μικρή. Για τον λόγο αυτό αυξάνεται πολύ η πιθανότητα ένας κόμβος να μην λάβει καθόλου το εκπεμπόμενο μήνυμα.

Εστιάζοντας λοιπόν στις περιπτώσεις δικτύων, όπου ο αλγόριθμος TDP έχει καλύτερη απόδοση σε σχέση με τον DP, στην ενότητα αυτή προτείνουμε έναν νέο αλγόριθμο που

ονομάζεται H2DP (History Based - 2 Hop Dominant Pruning). Βασική παραδοχή για την λειτουργία του H2DP είναι ότι όλοι οι κόμβοι που ανήκουν στην γειτονιά δύο αλμάτων ενός κόμβου, θα λάβουν το μήνυμα μετά από από την μετάδοση του, από τους κόμβους του συνόλου προώθησης. Η αξιοπιστία του αλγόριθμου, δηλαδή η δυνατότητα του να παραδώσει το μήνυμα σε όλους τους κόμβους του δικτύου εξαρτάται πολύ από την κινητικότητα των κόμβων και τις απώλειες των μηνυμάτων. Ο H2DP μπορεί να θεωρηθεί ως μια επέκταση του HDP, σχεδιασμένη ώστε να μειώσει ακόμη περισσότερο τις πλεονάζουσες προωθήσεις σε δίκτυα όπου υπάρχει μικρή κινητικότητα και επομένως οι απώλειες μηνυμάτων είναι σπάνιες.

Όπως αναφέρθηκε ο αλγόριθμος H2DP στηρίζει την λειτουργία του στην εκμετάλλευση του ιστορικού ενός μηνύματος. Έχει την ίδια λειτουργικότητα με τον HDP όσο αφορά την συλλογή και διατήρηση πληροφορίας της γειτονιάς δύο αλμάτων. Το σημείο στο οποίο διαφέρουν είναι στην διαδικασία κατασκευής του ιστορικού καθώς και στον τρόπο εκμετάλλευσης της πληροφορίας αυτής. Υπενθυμίζεται ότι στον προηγούμενο αλγόριθμο HDP, το ιστορικό κατασκευάζεται με βάση τους γείτονες ενός άλματος του κόμβου που προωθεί το συγκεκριμένο μήνυμα. Αντίθετα στον αλγόριθμο H2DP το ιστορικό κατασκευάζεται με βάση τους γείτονες δύο αλμάτων του κόμβου που προωθεί ένα μήνυμα. Η βασική αυτή διαφορά οφείλεται στο γεγονός ότι ο H2DP, όπως αναφέρθηκε είναι προσανατολισμένος σε δίκτυα χαμηλής κινητικότητας. Επομένως υποθέτει ότι κόμβοι που βρίσκονται στην γειτονιά δύο αλμάτων ενός κόμβου θα λάβουν το μήνυμα μόλις μεταδοθεί από τους κόμβους του συνόλου προώθησης. Έστω ένας κόμβος s που ξεκινά μια εκπομπή. Ο κόμβος αυτός κατασκευάζει το σύνολο προώθησης δίνοντας στον αλγόριθμο GSC ως παραμέτρους τα σύνολα: $B(s) = N(s)$ και $U(s) = N(N(s)) - N(s)$. Αν το σύνολο προώθησης ενός κόμβου είναι το κενό σύνολο, τότε ο κόμβος απλά θα προωθήσει ένα μήνυμα με κενό σύνολο προώθησης. Το μήνυμα θα έχει την ίδια δομή με αυτή του HDP, η διαφορά τους έγκειται στα δεδομένα της κεφαλίδας του H2DP, η οποία θα αποτελείται από δύο μέρη:

1. Το σύνολο προώθησης του μηνύματος($Fw(s)$)
2. Το σύνολο $History_s(p) = N(N(s))$, όπου $History_s(p)$ αναπαριστά το ιστορικό του μηνύματος p όπως έχει διαμορφωθεί στον κόμβο s .

Το σύνολο $History_s(p)$ περιέχει τους κόμβους που πρόκειται να λάβουν το μήνυμα έπειτα και από τις εκπομπές των κόμβων του συνόλου προώθησης. Στην συνέχεια ένας κόμβος v , που προωθεί ένα μήνυμα που έλαβε από έναν κόμβο u , αρχικά κατασκευάζει το σύνολο προώθησης με τον αλγόριθμο GSC, δίνοντας ως παραμέτρους τα εξής σύνολα:

$$B(v) = N(v) - N(u)$$

και

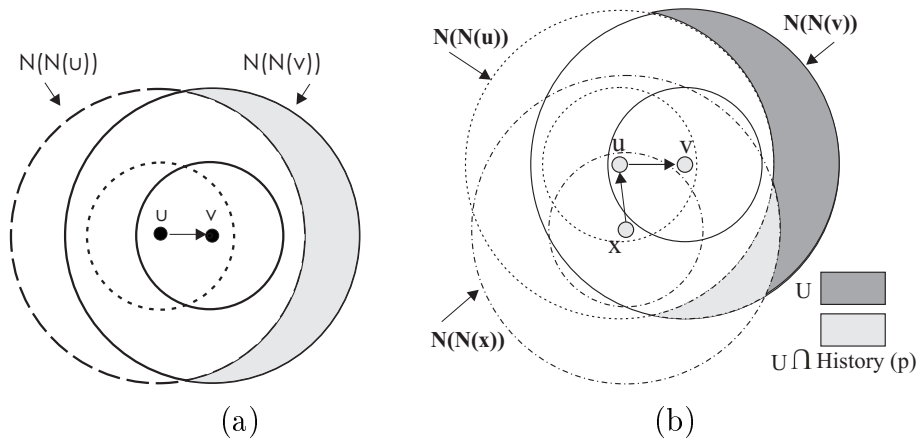
$$U(v) = N(N(v)) - History_u(p) \quad (3.2)$$

Το σύνολο $U(v)$ αρχικοποιείται με τους κόμβους του συνόλου $N(N(u))$, οι οποίοι πρέπει να λάβουν το μήνυμα. Από αυτούς αφαιρούνται οι κόμβοι του συνόλου $N(u)$ καθώς αυτοί

θα λάβουν το μήνυμα μετά την μετάδοση του από τον u . Επίσης οι κόμβοι του συνόλου $History_u(p)$ αφαιρούνται διότι ο H2DP θεωρεί ότι έχουν λάβει το μήνυμα ή πρόκειται να το λάβουν από μεταδόσεις που έχουν προγραμματιστεί να γίνουν. Στην συνέχεια ο κόμβος u ανανεώνει το ιστορικό του μηνύματος ώστε να περιέχει και τους κόμβους που ανήκουν στην γειτονιά δύο αλμάτων του. Με τον τρόπο αυτό ο v δηλώνει ότι οι αυτοί οι κόμβοι θα λάβουν το μήνυμα. Η κεφαλίδα H2DP του μηνύματος που προωθεί θα αποτελείται από τα εξής μέρη:

1. Το σύνολο προώθησης του μηνύματος ($Fw(v)$)
2. Το σύνολο $History_v(p) = History_u(p) \cup N(N(v))$

Ο αλγόριθμος τερματίζει όταν ένας κόμβος v λάβει ένα μήνυμα p από έναν κόμβο u (διπλότυπο ή μη) για το οποίο ισχύει $v \notin Fw(u)$.



Σχήμα 3.4: Σύγκριση των συνόλων U :(a) TDP (b) H2DP

Στο Σχήμα 3.4 φαίνεται ο τρόπος λειτουργίας του αλγόριθμου H2DP και συγκρίνεται με αυτόν του TDP. Έστω ότι ένας κόμβος x προωθεί ένα μήνυμα το οποίο στην συνέχεια προωθείται από τον u ώστε να το λάβει ο κόμβος v . Ο αλγόριθμος H2DP μπορεί να ανακτήσει δεδομένα σχετικά με όλη την πορεία του μηνύματος, δηλαδή γνωρίζει ποιοι από τους κόμβους του δικτύου έχουν λάβει το μήνυμα ή πρόκειται να το λάβουν στις αμέσως επόμενες χρονικές στιγμές. Στο συγκεκριμένο παράδειγμα ο κόμβος v γνωρίζει ότι στην κατασκευή του δικού του συνόλου προώθησης δεν θα πρέπει να λάβει υπόψιν τους κόμβους του ιστορικού διότι ανήκουν στην γειτονιά δύο αλμάτων των x και u . Από την λειτουργία του αλγόριθμου προκύπτει ότι για κάθε κόμβο που ανήκει στο ιστορικό ενός μηνύματος έχει εξασφαλιστεί ότι θα λάβει το μήνυμα αυτό. Αντίθετα στα μηνύματα που μεταδίδονται στον αλγόριθμο TDP υπάρχουν μόνο πληροφορίες για την τελευταία μετάδοση του μηνύματος και όχι για ολόκληρη την πορεία του. Η διαφορά στις πληροφορίες που αποκτούν οι κόμβοι φαίνεται και στο σχήμα, και δίνει την δυνατότητα στην περίπτωση του αλγόριθμου H2DP να μειωθεί περαιτέρω το σύνολο $U(v)$, δηλαδή το σύνολο με τους κόμβους που πρέπει να λάβουν το μήνυμα. Η μείωση αυτή είναι πολύ πιθανό να οδηγήσει και σε μείωση του συνόλου προώθησης που θα κατασκευαστεί ώστε να καλυφθούν οι κόμβοι του συνόλου $U(v)$.

Είναι σημαντικό να τονιστεί το γεγονός ότι ο προτεινόμενος αλγόριθμος δεν κάνει κάποια επιπλέον υπόθεση για την σωστή λειτουργία του σε σχέση με τον TDP. Οι δύο αλγόριθμοι είναι σχεδιασμένοι για δίκτυα όπου επικρατούν οι ίδιες συνθηκές. Η μείωση του αριθμού των προωθήσεων οφείλεται στην χρήση του ιστορικού. Η χρήση του ιστορικού αναστέλλει την προώθηση μηνυμάτων από κόμβους, οι οποίοι καλύπτουν αποκλειστικά γείτονες που έχουν καλυφθεί από προηγούμενα βήματα του αλγόριθμου. Το γεγονός ότι οι δύο αλγόριθμοι αναμένεται να έχουν την ίδια αξιοπιστία και ταυτόχρονα ο H2DP κατασκευάζει μικρότερα σύνολα προώθησης, οδηγεί στο συμπέρασμα ότι ο προτεινόμενος αλγόριθμος είναι πιο αποδοτικός. Ο αλγόριθμος 7 παρουσιάζει τον ψευδοκώδικα του H2DP.

```

Function_H2DP(node i){

  if new_message_to_send then
    // if node wants to broadcast a message
     $B(i) = N(i)$ ;
     $U(i) = N(N(i)) - N(i)$ ;
     $Fw(i) = \text{GSC}(B(i), U(i))$ ;
    Append_forward_set_to_message( $Fw, m$ );
    Append_2-hop_history_to_message( $N(N(i)), m$ );
    forward_message( $m$ );
  else if received_message( $m, j$ ) then
    // if node receives message  $m$  from node  $j$ .
    if received_message == duplicate_forward_message then
      // if node doesn't have to rebroadcast  $m$ 
      consume( $m$ );
    else
       $B(i) = N(i) - N(j)$ ;
       $U(i) = N(N(i)) - \text{History}_{2_j}(m)$ ;
       $Fw(i) = \text{GSC}(B(i), U(i))$ ;
      Append_forward_set_to_message( $Fw, m$ );
       $\text{History}_{2_i}(m) = \text{History}_{2_j}(m) \cup N(N(i))$ ;
      Append_2-hop_history_to_message( $\text{History}_{2_i}(m), m$ );
      forward_message( $m$ );
}

```

Αλγόριθμος 7: Ψευδοκώδικας του αλγόριθμου H2DP

Συμπερασματικά, στην ενότητα αυτή προτείνονται δύο νέοι αλγόριθμοι για εκπομπή σε MANETs. Οι αλγόριθμοι έχουν στόχο να προσεγγίσουν δυναμικά ένα ελάχιστο συνεκτικό κυρίαρχο σύνολο και η καινοτομία που εισάγουν είναι η χρήση των πληροφοριών του ιστορικού των μηνυμάτων. Το ιστορικό περιέχει πληροφορίες σχετικά με την πορεία του εκπεμπόμενου μηνύματος στο δίκτυο. Οι πληροφορίες του ιστορικού μπορεί να αξιοποιηθεί στην κατασκευή μικρότερων συνόλων προώθησης, ώστε να αποκλείονται από αυτά κόμβοι οι οποίοι προκαλούν μεταδόσεις διπλοτύπων. Ο πρώτος αλγόριθμος ονομάζεται HDP και υποθέτει για την σωστή λειτουργία του ότι όταν ένας κόμβος u η μετάδίδει ένα μήνυμα, τότε

όλοι οι κόμβοι του συνόλου $N(u)$ θα λάβουν το μήνυμα αυτό. Η υπόθεση αυτή δύναται να ισχύει στις περισσότερες περιπτώσεις των MANETs, όπως προκύπτει από την αξιολόγηση του ιδιαίτερα γνωστού για την αξιοπιστία του, αλγόριθμου DP, ο οποίος κάνει την ίδια υπόθεση. Ο δεύτερος προτεινόμενος αλγόριθμος ονομάζεται H2DP και χρησιμοποιεί επίσης τις πληροφορίες του ιστορικού του μηνύματος. Το ιστορικό που χρησιμοποιεί ο H2DP διαφέρει από αυτό του HDP, διότι περιέχει τα αναγνωριστικά των γειτόνων δύο αλμάτων των κόμβων που έχουν προωθήσει το μήνυμα. Ο H2DP για την λειτουργία του προϋποθέτει ότι οι κόμβοι στην γειτονιά δύο αλμάτων ενός κόμβου θα λάβουν το μήνυμα μετά την μετάδοσή του από τους κόμβους του συνόλου προώθησης. Η εισαγωγή του περιορισμού αυτού δίνει την δυνατότητα της περαιτέρω μείωσης του συνόλου πρώθησης. Η χρήση του αλγόριθμου όμως κρίνεται κατάλληλη για δίκτυα με χαμηλή κινητικότητα και σχετικά μεγάλο ποσοστό παράδοσης μηνυμάτων.

3.1.3 Μέγεθος Μηνύματος

Βασικό χαρακτηριστικό των δύο νέων αλγόριθμων που παρουσιάστηκαν προηγούμενα είναι ότι ενσωματώνουν επιπλέον πληροφορίες στο πακέτο. Όπως είναι αναμενόμενο οι πληροφορίες αυτές αυξάνουν το μέγεθος του πακέτου. Έτσι αν υποθεθεί ότι η διεύθυνση ενός κόμβου μπορεί να αναπαρασταθεί από τέσσερα bytes και το ιστορικό ενός μηνύματος αποτελείται από 25 κόμβους, τότε το επιπλέον μέγεθος του μηνύματος αυτού θα είναι 100 bytes. Με μια πρώτη θεώρηση η αύξηση του μεγέθους του μηνύματος μπορεί να θεωρηθεί ως μειονέκτημα στην τελική απόδοση των αλγόριθμων που εκμεταλλεύονται το ιστορικό, λόγω της αυξημένης καθυστέρησης στην παράδοση των μηνυμάτων αλλά και της μεγαλύτερης κατανάλωσης του εύρους ζώνης του καναλιού. Ωστόσο, όπως θα γίνει φανερό στην συνέχεια, οι νέοι αλγόριθμοι στοχεύουν σε σημαντικά μικρότερο αριθμό μηνυμάτων για να αντισταθμίζουν το μειονέκτημα αυτό.

Στις μέχρι σήμερα υλοποιήσεις των ασυρμάτων δικτύων, χρησιμοποιείται το πρότυπο IEEE 802.11 [2]. Στα πρωτόκολλα αυτά η μετάδοση ενός μηνύματος από έναν κόμβο u σε έναν κόμβο v αποτελείται από δύο φάσεις. Σε πρώτη φάση, όπως προδιαγράφει το πρότυπο CSMA/CA, ο κόμβος u πρέπει να αποκτήσει πρόσβαση στο κοινό μέσο αφού ανταγωνιστεί με τους άλλους κόμβους του δικτύου. Σε δεύτερη φάση και αφού ο κόμβος κερδίσει το δικαίωμα εκπομπής, γίνεται η μεταφορά των δεδομένων από τον u στον v . Για τον λόγο αυτό το κόστος επικοινωνίας μεταξύ κόμβων που ανήκουν σε MANET εξαρτάται από την καθυστέρηση που υπάρχει μέχρι ο κόμβος, που ξεκινά την μετάδοση ενός μηνύματος, να αποκτήσει πρόσβαση στο κοινό μέσο. Επίσης εξαρτάται από το χρονικό διάστημα που μεσολάβει μέχρι την παραλαβή του μηνύματος από τον αποδέκτη κόμβο, η οποία οφείλεται στον χρόνο που απαιτείται για την μεταφορά του μηνύματος αυτού. Από τα δύο αυτά μεγέθη, η καθυστέρηση που οφείλεται στον ανταγωνισμό για την απόκτηση πρόσβασης στο μέσο επηρεάζει περισσότερο το κόστος μιας μετάδοσης διότι σε πραγματικά δίκτυα είναι πολύ μεγαλύτερη σε σχέση με την καθυστέρηση μετάδοσης ενός μηνύματος. Πιο αναλυτικά, ο χρόνος για την απόκτηση πρόσβασης στο κοινό μέσο, εξαρτάται από τον

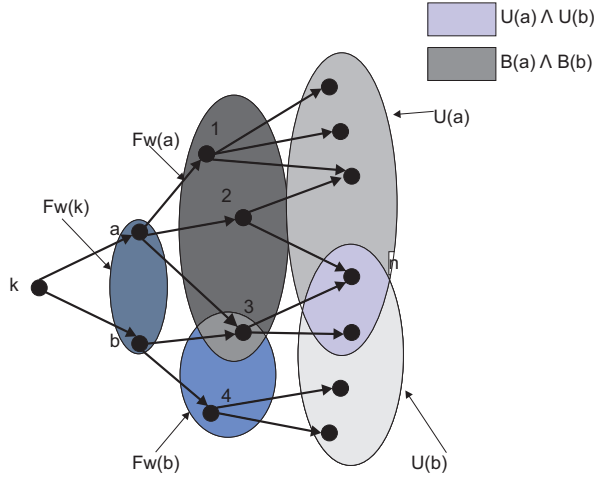
αριθμό των μηνυμάτων τα οποία οι κόμβοι του δικτύου επιθυμούν να μεταδώσουν. Μεγάλος αριθμός μηνυμάτων σημαίνει ότι ένας κόμβος πρέπει να ανταγωνιστεί με πολλούς άλλους ώστε να καταφέρει να μεταδώσει ένα μήνυμα. Το διάστημα στο οποίο ο κόμβος αυτός περιμένει μέχρι να έρθει η σειρά του να μεταδώσει, θεωρείται καθυστέρηση στην μετάδοση του δικού του μηνύματος. Ο χρόνος που απαιτείται για την ολοκλήρωση της μεταφοράς ενός μηνύματος αυξάνεται ανάλογα με το μέγεθός του. Ωστόσο τα ασύρματα δίκτυα στις μέρες μας έχουν καταφέρει να επιτύχουν υψηλές ταχύτητες μετάδοσης που φτάνουν μέχρι και 54Mbps. Στα δίκτυα αυτά το μέγεθος των μηνυμάτων μπορεί να θεωρηθεί ότι επηρεάζει ελάχιστα την καθυστέρηση, καθώς οι ταχύτητες μετάδοσης είναι αρκετά μεγάλες. Έτσι η καθυστέρηση της μετάδοσης (δηλαδή ο χρόνος που απαιτείται από την αποστολή μέχρι την παραλαβή) μηνυμάτων που έχουν ελάχιστα διαφορετικό μήκος είναι πρακτικά ίδια.

Από τα παραπάνω εξάγεται το συμπέρασμα ότι στα MANETs είναι προτιμότερο να υπάρχει μικρότερη επικοινωνιακή κίνηση με μηνύματα μεγαλύτερου μεγέθους, σε σχέση με μεγαλύτερη επικοινωνιακή κίνηση μηνυμάτων μικρού μεγέθους. Στην περίπτωση όπου υπάρχουν λίγα μηνύματα με σχετικά μεγάλο μέγεθος, υπάρχει μικρότερος ανταγωνισμός για την πρόσβαση στο κοινό μέσο και μειώνεται η καθυστέρηση μέχρι να ξεκινήσει η μεταφορά του μηνύματος. Το μεγαλύτερο μέγεθος μηνύματος δεν θεωρείται ότι αυξάνει τον ανταγωνισμό διότι όπως προαναφέρθηκε, η διαφορά στην καθυστέρηση της μετάδοσης μπορεί να θεωρηθεί αμελητέα. Η καθυστέρηση επικοινωνίας επηρεάζει την λειτουργικότητα του δικτύου διότι αυξάνει η κατανάλωση ενέργειας στους κόμβους του δικτύου. Αυτό συμβαίνει διότι η λειτουργία του πρωτοκόλου CSMA προϋποθέτει συνεχή ακρόαση του κοινού μέσου ώστε να επιτευχθεί το δικαίωμα της μετάδοσης. Έτσι ένας κόμβος που καθυστερεί να μεταδώσει ένα μήνυμα δεν μπορεί να εισέλθει σε κατάσταση εξοικονόμησης ενέργειας.

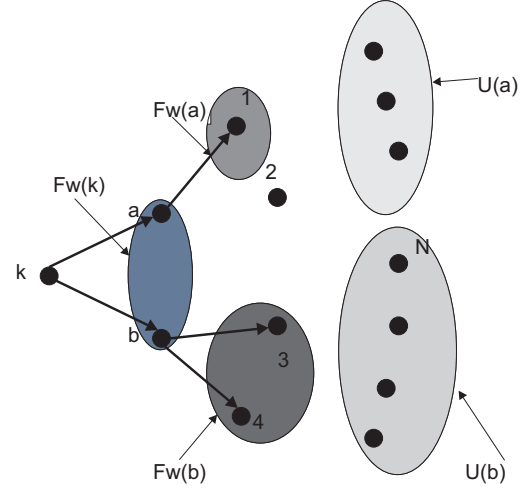
Στην περίπτωση της εκπομπής, ένας παράγοντας που επηρεάζει την αύξηση του ανταγωνισμού για το κανάλι, είναι το συνολικό μέγεθος όλων των δεδομένων που παράγει ο αλγόριθμος εκπομπής. Τα δεδομένα αυτά, τα οποία πρέπει να μεταφερθούν από το κοινό μέσο, μπορούν να αναλυθούν σε δύο συνιστώσες. Η πρώτη είναι το μέγεθος των μηνυμάτων που μεταδίδονται και η δεύτερη είναι ο τελικός αριθμός των μηνυμάτων που παράγει ο αλγόριθμος εκπομπής. Όπως θα φανεί στο επόμενο κεφάλαιο, οι αλγόριθμοι που εκμεταλλεύονται το ιστορικό, καταφέρνουν να μειώσουν αρκετά τον αριθμό των προωθήσεων, αυξάνοντας παράλληλα το μέγεθος των μηνυμάτων. Η μείωση αυτή σε συνδυασμό με την αύξηση του μεγέθους των μηνυμάτων οδηγεί στην συνολική μετάδοση περίπου ίδιου μεγέθους δεδομένων από το δίκτυο, σε σχέση με τους παραδοσιακούς αλγόριθμους εκπομπής. Έτσι τελικά φαίνεται ότι η αύξηση του μεγέθους του μηνύματος δεν επηρεάζει αρνητικά την απόδοση των προτεινόμενων αλγόριθμων.

3.2 Ο αλγόριθμος DPE (Dominant Pruning Enhancement)

Οι αλγόριθμοι για εκπομπή που παρουσιάστηκαν προηγουμένως προσπαθούν να περιορίσουν τις πλεονάζουσες προωθήσεις προσθέτοντας στα μηνύματα πληροφορία σχετικά με



Σχήμα 3.5: Ο n ανήκει σε δύο σύνολα U



Σχήμα 3.6: Η τεχνική DPE

την διαδρομή τους στο δίκτυο. Στο δεύτερο μέρος της μελέτης για τους αλγόριθμους εκπομπής, ερευνήθηκε το ενδεχόμενο εξαγωγής περισσότερης πληροφορίας από την γειτονιά δύο αλμάτων, με σκοπό την αξιοποίηση της στην αποδοτικότερη εκτέλεση της εκπομπής. Το αποτέλεσμα της έρευνας, που περιγράφεται στην ενότητα αυτή, είναι ο αλγόριθμος DPE (Dominant Pruning Enhancement). Ο DPE εφαρμόζεται σε αλγόριθμους εκπομπής που χρησιμοποιούν σύνολα προώθησης και η λειτουργία βασίζεται στην προσθήκη πληροφορίας στα μηνύματα. Η πληροφορία αυτή μπορεί να χρησιμοποιηθεί από ένα κόμβο u στην κατασκευή του συνόλου $U(u)$, ώστε να μην συμπεριλάβει σε αυτό κόμβους οι οποίοι πρόκειται να καλυφθούν από μεταδώσεις που θα πραγματοποιήσουν άλλοι κόμβοι. Η ιδέα για την ανάπτυξη του αλγόριθμου αυτού στηρίζεται στη παρατήρηση ότι, με την χρήση των αλγόριθμων συνόλων προώθησης, κάθε κόμβος λαμβάνει αρκετά διπλότυπα ενός μηνύματος. Μια από τις αιτίες για τις λήψεις διπλοτύπων από έναν κόμβο w , είναι ότι ο w υπάρχει στην τομή των συνόλων U δύο ή περισσότερων κόμβων. Ας θεωρήσουμε το παράδειγμα του Σχήματος 3.5, στο οποίο ο κόμβος k έχει επιλέξει τους κόμβους a και b για να προωθήσουν το μήνυμα. Ο κόμβος 3 ανήκει στην γειτονιά των κόμβων a και b και έτσι ο κόμβος n ανήκει στο σύνολο $U(a)$ αλλά και $U(b)$. Έτσι ο n θα λάβει διπλότυπο του μηνύματος. Ο αλγόριθμος DPE προσπαθεί να εξασφαλίσει ότι κάθε κόμβος θα ανήκει στο σύνολο $U(u)$ ενός μόνο κόμβου u , έτσι ώστε να μειωθούν οι τομές που τυχόν να υπάρχουν μεταξύ συνόλων U γειτονικών κόμβων. Πριν παρουσιαστεί ο τρόπος λειτουργίας του DPE θα δοθούν μερικοί χρήσιμοι ορισμοί.

Έστω ότι ένας κόμβος k δίνει στον GSC ως είσοδο τα σύνολα $B(k)$ και $U(k)$, ώστε να κατασκευάζει το σύνολο προώθησης $Fw(k) = \{f_1, f_2, \dots, f_n\}$. Τα σύνολα $V_i, i = 1, \dots, n$ ορίζονται ως εξής:

$$V_i = N(f_i) \cap U \quad (3.3)$$

Επίσης τα σύνολα $V'_i, i = 1, \dots, n$ ορίζονται αναδρομικά ως εξής:

$$\begin{aligned}
V'_1 &= N(f_1) \cap U(k) = V_1 \\
V'_2 &= N(f_2) \cap U(k) - V'_1 \\
V'_3 &= N(f_3) \cap U(k) - V'_1 - V'_2 \\
&\vdots \\
V'_i &= N(f_i) \cap U(k) - \bigcup_{j=1}^{i-1} V'_j
\end{aligned} \tag{3.4}$$

Εύκολα δείχνεται ότι

$$V'_i \cap V'_j = \emptyset, \forall i, j \in \{1, \dots, n\}$$

και

$$\bigcup_{i=1}^n V'_i = U(k)$$

Δηλαδή για κάθε κόμβο i που ανήκει στο σύνολο προώθησης, το σύνολο V_i περιέχει τους κόμβους του $U(i)$ τους οποίους καλύπτει ο i . Επίσης για κάθε κόμβο i , το σύνολο V'_i περιέχει τους κόμβους η κάλυψη των οποίων επέβαλε την επιλογή κόμβου i στο σύνολο προώθησης.

Στην τεχνική DPE, όταν ένας κόμβος k κατασκευάζει ένα μήνυμα, εκτός από το σύνολο προώθησης ($Fw(k)$), ενσωματώνει για κάθε κόμβο i του συνόλου προώθησης το υποσύνολο των κόμβων V'_i . Η κατασκευή του συνόλου προώθησης στην DPE απαιτεί για κάθε κόμβο που εισέρχεται στο σύνολο προώθησης, να αποθηκεύεται στο μήνυμα το υποσύνολο του $U(k)$ που καλύπτει ο συγκεκριμένος κόμβος. Τα υποσύνολα V'_i ουσιαστικά περιέχουν την πληροφορία για τα σύνολα των κόμβων, τα οποία πρέπει να καλύψει κάθε κόμβος του συνόλου προώθησης με την μετάδοση του μηνύματος που πρόκειται να εκτελέσει. Έτσι κάθε κόμβος που λαμβάνει το μήνυμα είναι σε θέση να γνωρίζει αν κάποιος γειτονικός του κόμβος πρόκειται να καλύψει έναν κοινό τους γείτονα με μια επιχείμενη προώθηση του συγκεκριμένου μηνύματος. Ο τρόπος αξιοποίησης της πληροφορίας αυτής περιγράφεται παρακάτω. Η ύπαρξη της επιπλέον πληροφορίας δεν είναι απολύτως απαραίτητη. Είναι δυνατή η λειτουργία του DPE ακόμη και χωρίς την ενσωμάτωση των συνόλων V'_i στο μήνυμα. Η θέση στην οποία βρίσκεται κάθε κόμβος i στο σύνολο $Fw(k)$ ενός κόμβου k ορίζει την προτεραιότητα του ($Pr(i)$) στο σύνολο αυτό. Συγκεκριμένα ο κόμβος που επιλέχθηκε πρώτος από τον αλγόριθμο κατασκευής του $Fw(k)$ έχει την μεγαλύτερη προτεραιότητα, ο δεύτερος έχει την αμέσως μικρότερη προτεραιότητα και ούτω κάθε εξής. Για παράδειγμα στον αλγόριθμο GSC ο κόμβος που καλύπτει τον μεγαλύτερο υποσύνολο κόμβων του $U(k)$ είναι ο πρώτος που εισάγεται στο σύνολο $Fw(k)$ και επομένως έχει την μεγαλύτερη προτεραιότητα στο σύνολο προώθησης. Η χρήση της προτεραιότητας $Pr(i)$ θα γίνει κατανοητή στην συνέχεια.

Κάθε κόμβος a που χρειάζεται να προωθήσει ένα μήνυμα m που έλαβε από τον κόμβο k , μπορεί να χρησιμοποιήσει τις επιπλέον πληροφορίες του εξειδικευμένου που υπάρχουν στο μήνυμα ώστε να μειώσει το σύνολο $U(a)$ των κόμβων που πρέπει να καλύψει. Για παράδειγμα στον αλγόριθμο TDP, αν ο κόμβος a λάβει ένα μήνυμα m από τον κόμβο k , θα είχε ως αποτέλεσμα το σύνολο $U(a)$ του κόμβου a να αποτελείται από τους κόμβους $U(a) = N(N(a)) - N(N(k))$. Με την χρήση του αλγόριθμου DPE, θα ισχύει ότι $U(a) = N(N(a)) - N(N(k)) - Ex(a)$. Το σύνολο $Ex(a)$ είναι ένα υποσύνολο του $U(a)$ το οποίο καλύπτεται από τους υπόλοιπους κόμβους που υπάρχουν στο σύνολο προώθησης $Fw(k)$. Για την κατασκευή του συνόλου $Ex(a)$ ο κόμβος a εργάζεται ως εξής:

Αρχικά ισχύει ότι

$$Ex(a) = \emptyset$$

Κατασκευή

$$\forall i \in Fw(k), \forall u \in V_i', \text{ αν } u \in N(a) \text{ τότε } Ex(a) = Ex(a) \cup N(u)$$

όπου

$$i \neq a \ \&\& \ Pr(i) > Pr(a)$$

Δηλαδή το σύνολο $Ex(a)$ περιέχει γείτονες κόμβων που πρόκειται να καλυφθούν από τα υπόλοιπα μέλη του συνόλου προώθησης $Fw(k)$, τα οποία έχουν μεγαλύτερη προτεραιότητα από τον κόμβο a . Με τον τρόπο αυτό ο κόμβος a προσπαθεί να εξασφαλίσει ότι τα μέλη του συνόλου $U(a)$ που κατασκευάζει, δεν θα υπάρχουν στα αντίστοιχα σύνολα των υπόλοιπων κόμβων του συνόλου προώθησης. Για απόδειξη της ορθότητας του αλγόριθμου DPE, αρκεί να δειχθεί ο ακόλουθος ισχυρισμός:

Ισχυρισμός 3.2.1. Έστω ένας κόμβος που δεν έχει λάβει το μήνυμα, ο οποίος πριν την εφαρμογή του DPE βρίσκεται στην τομή των συνόλων U δύο ή περισσότερων κόμβων. Τότε μετά την εφαρμογή του DPE ο κόμβος αυτός θα ανήκει στο σύνολο U τουλάχιστον ενός εκ των κόμβων αυτών.

Η απόδειξη του ισχυρισμού αυτού μπορεί εύκολα να εξαχθεί από την περιγραφή της λειτουργίας του αλγόριθμου. Όπως έχει προαναφερθεί οι κόμβοι που ανήκουν στο σύνολο προώθησης χαρακτηρίζονται από προτεραιότητες. Έτσι κάθε κόμβος ο οποίος πριν την εφαρμογή του DPE ανήκε στην τομή των συνόλων U δύο ή περισσότερων κόμβων, μετά την χρήση του αλγόριθμου DPE θα ανήκει στο σύνολο $U(u)$ του κόμβου u ο οποίος έχει την μεγαλύτερη προτεραιότητα από τους κόμβους αυτούς. Αυτό συμβαίνει, διότι η λειτουργία του DPE ορίζει ότι κάθε κόμβος a θα εξαιρέσει από το σύνολο $U(a)$ μόνο κόμβους, οι οποίοι είναι γείτονες κόμβων, που θα καλυφθούν από ένα μέλος του συνόλου προώθησης με μεγαλύτερη προτεραιότητα από αυτόν.

Στο Σχήμα 3.6 φαίνεται η χρήση του DPE στο δίκτυο του Σχήματος 3.5. Εδώ ο κόμβος k καθορίζει με το σύνολο προώθησης ότι ο a θα πρέπει να καλύψει τους κόμβους 1, 2 και ο ότι ο κόμβος b θα πρέπει να καλύψει τους κόμβους 3, 4. Ο κόμβος n είναι κοινός γείτονας

των κόμβων 2 και 3. Επίσης ο κόμβος 3 είναι γείτονας των κόμβων a και b . Έστω ότι ο κόμβος b έχει μεγαλύτερη προτεραιότητα σε σχέση με τον a , διότι έχει επιλεγεί πρώτος από τον αλγόριθμο κατασκευής του συνόλου προώθησης του κόμβου k . Έτσι ο a αφαιρεί από το σύνολο $U(a)$ τον κόμβο n , διότι ο n καλύπτεται επίσης από τον κόμβο 3. Όμως ο κόμβος 2 θα επιλεγόταν από τον a για να καλύψει μόνο τον n . Σύμφωνα με τα παραπάνω ο a τελικά δεν θα επιλέξει τον κόμβο 2 στο σύνολο $Fw(a)$. Το κέρδος από την χρήση του DPE είναι η ακύρωση της προώθησης του μηνύματος από τον κόμβο 2. Όπως αναφέρθηκε προηγουμένως ο DPE μπορεί να εφαρμοστεί σε κάθε αλγόριθμο που χρησιμοποιεί σύνολα προώθησης. Έτσι στον αλγόριθμο HDP αν ο κόμβος a λάβει ένα μήνυμα m από τον κόμβο k , τότε το σύνολο $U(a)$ του κόμβου a θα οριζόταν ως $U(a) = N(N(a)) - N(a) - Ex(a) - History_k(m)$. Στην έκδοση του DPE όπου δεν υπάρχει στο μήνυμα η επιπλέον πληροφορία των συνόλων V_i' το σενάριο του σχήματος 3.6 θα ήταν ως εξής. Ο κόμβος k απλά κατασκευάζει το σύνολο προώθησης που περιέχει τους κόμβους b, a των οποίων η σειρά καθορίζει πάλι την προτεραιότητά τους. Η διαδικασία κατασκευής του $U(b)$ είναι ακριβώς η ίδια. Στην κατασκευή του $U(a)$ ο κόμβος a δεν θα συμπεριλάβει τους γείτονες του κόμβου 3, διότι γνωρίζει ότι ο κόμβος 3 έχει ως γείτονα τον κόμβο b , ο οποίος βρίσκεται στον $Fw(k)$ και έχει μεγαλύτερη προτεραιότητα από αυτόν.

Στην παρούσα έκδοση του DPE το αντίτιμο για το κέρδος της μείωσης του συνόλου προώθησης είναι, όπως και στην περίπτωση των αλγορίθμων HDP, η αύξηση του μεγέθους του πακέτου. Όπως αναφέρθηκε προηγουμένως είναι δυνατή η λειτουργία του χωρίς την προσθήκη επιπλέον πληροφορίας. Για λόγους όμως που περιγράφηκαν στην προηγούμενη ενότητα, η αύξηση που υπάρχει τελικά δεν μπορεί να χαρακτηριστεί ως μειονέκτημα του αλγορίθμου. Επίσης κάθε αλγόριθμος που χρησιμοποιεί τον DPE ώστε να μειώσει τον αριθμό των διπλότυπων που λαμβάνει κάθε κόμβος, γίνεται περισσότερο ευάλωτος στην κινητικότητα των κόμβων. Αυτό συμβαίνει διότι η χρήση του DPE μειώνει την πιθανότητα ένας κόμβος του δικτύου να λαμβάνει μηνύματα από διαφορετικά μονοπάτια.

3.3 Αλγόριθμοι Κατασκευής Συνόλων Προώθησης

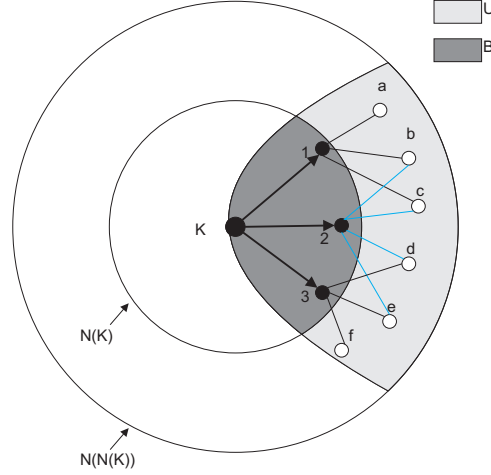
Οι αλγόριθμοι που προτάθηκαν μέχρι στιγμής αξιοποιούσαν μια μορφή πληροφορίας ώστε να πετύχουν αποδοτικότερη εκτέλεση της εκπομπής. Όμως όπως έχει αναφερθεί σε προηγούμενη ενότητα, η λειτουργία των αλγορίθμων που χρησιμοποιούν σύνολα προώθησης εξαρτάται από την απόδοση του GSC. Στην πράξη ο GSC κατασκευάζει το σύνολο προώθησης, κατ'επέκταση επηρεάζει την αποδοτικότητα των αλγορίθμων που τον χρησιμοποιούν. Όμως ο GSC ως ένας αλγόριθμος της κατηγορίας των άπληστων αλγορίθμων, δίνει μόνο προσεγγιστικές λύσεις. Ένα παράδειγμα όπου ο GSC δεν κατασκευάζει βέλτιστο σύνολο προώθησης φαίνεται στο Σχήμα 3.7. Εδώ ο κόμβος k επιθυμεί να κατασκευάσει το σύνολο προώθησης. Έστω ότι τα σύνολα εισόδου του GSC είναι

$$B(k) = \{1, 2, 3\}$$

και

$$U(k) = \{a, b, c, d, e, f\}$$

Στο πρώτο βήμα εκτέλεσής του, ο GSC θα επιλέξει για κόμβο προώθησης τον 2 διότι καλύπτει τους περισσότερους κόμβους του συνόλου $U(k)$, δηλαδή τους (b, c, d, e) . Στην συνέχεια θα επιλέξει τον κόμβο 1 επειδή καλύπτει τον κόμβο a και τέλος τον 3 διότι καλύπτει τον f . Έτσι τελικά το σύνολο προώθησης θα είναι $Fw(k) = \{1, 2, 3\}$, ενώ το βέλτιστο σύνολο είναι το $Fw_{opt}(k) = \{1, 3\}$ διότι έχει λιγότερους κόμβους οι οποίοι καταφέρνουν να καλύψουν το σύνολο $U(k)$. Για τον λόγο αυτό στο τρίτο μέρος της εργασίας στόχος είναι



Σχήμα 3.7: $Fw(k) = \{1, 2, 3\}$, $Fw_{opt}(k) = \{1, 3\}$

η τροποποίηση της λειτουργίας του αλγόριθμου GSC. Τα αποτελέσματα της έρευνας αυτής είναι ο σχεδιασμός δύο αλγόριθμων για κατασκευή συνόλων προώθησης οι οποίοι ονομάζονται PEFS (Post Enhanced Forward Set) και EFCN (Eliminate Full Covered Nodes). Οι αλγόριθμοι αυτοί βασίζονται στον GSC και στοχεύουν στην κατασκευή αποδοτικότερων συνόλων προώθησης σε σχέση με τον GSC. Στην συνέχεια της ενότητας αυτής θα περιγραφούν οι προτεινόμενοι αλγόριθμοι.

3.3.1 Εκ των Υστέρων Βελτίωση του GSC

Στην παράγραφο αυτή θα παρουσιαστεί ο πρώτος αλγόριθμος που σχεδιάστηκε για κατασκευή συνόλων προώθησης. Ο αλγόριθμος ονομάζεται PEFS (Post Enhanced Forward Set). Η βασική ιδέα στον PEFS είναι η εκ των υστέρων αφαίρεση περιττών κόμβων από το σύνολο προώθησης που κατασκευάζει ο GSC, χρησιμοποιώντας τις πληροφορίες γειτνίασης. Ο PEFS δέχεται ως είσοδο τα σύνολα $U(k)$ και $B(k)$ ενός κόμβου k και χρησιμοποιεί την ίδια επαναληπτική διαδικασία με αυτήν του GSC, ώστε να κατασκευάσει το σύνολο προώθησης $Fw(k)$. Έτσι πρώτος κόμβος για εισαγωγή στο $Fw(k)$ επιλέγεται αυτός που καλύπτει το μεγαλύτερο υποσύνολο του $U(k)$. Στο δεύτερο βήμα επιλέγεται αυτός που καλύπτει το μεγαλύτερο υποσύνολο κόμβων του $U(k)$ οι οποίοι δεν έχουν καλυφθεί και ούτο κάθε εξής. Αφού κατασκευαστεί το σύνολο προώθησης εκτελείται η διαδικασία PE (post enhancing)

που βελτιώνει το σύνολο $Fw(k)$. Είναι σημαντικό να αναφερθεί στο σημείο αυτό ότι η λύση δεν απαιτεί καμιά αλλαγή στην λειτουργία του GSC, και κατ'επέκταση ούτε στον αλγόριθμο εκπομπής που τον χρησιμοποιεί. Έτσι ο αλγόριθμος PEFS μπορεί να εφαρμοστεί σε κάθε αλγόριθμο εκπομπής αντικαθιστώντας τον GSC. Ο αλγόριθμος βελτίωσης στοχεύει στον εντοπισμό περιπτώσεων όπως αυτή του παραδείγματος. Συγκεκριμένα σε κάθε βήμα του ελέγχει έναν κόμβο του συνόλου προώθησης για να διαπιστώσει αν η παρουσία του στο σύνολο $Fw(k)$ είναι απαραίτητη. Για την εκτέλεση της παραπάνω λειτουργίας ο κόμβος που εκτελεί την διαδικασία PE χρησιμοποιεί τα υποσύνολα $V_i' \subseteq U$ (όπως αυτά ορίζονται από την σχέση 3.4) που καλύπτει κάθε κόμβος i του συνόλου $Fw(k)$. Στην περίπτωση που οι κόμβοι του συνόλου V_i' ενός κόμβου i που ανήκει στην $Fw(k)$ ενός κόμβου k , μπορούν να καλυφθούν από τα υπόλοιπα μέλη του $Fw(k)$, τότε η επιλογή του i θεωρείται περιττή και αφαιρείται από το σύνολο προώθησης. Έστω ότι ισχύει $Fw(k) = \{A, B, C, D, E\}$ και έστω ότι στο πρώτο βήμα διαπιστώνεται ότι η παρουσία του κόμβου A είναι περιττή και άρα διαγράφεται από το σύνολο προώθησης. Στο επόμενο βήμα ο έλεγχος για την αναγκαιότητα του επόμενου κόμβου θα γίνει έχοντας ως προϋπόθεση ότι ισχύει $Fw(k) = \{B, C, D, E\}$.

Ένα σημαντικό ζήτημα που προκύπτει στον σχεδιασμό του PEFS είναι η σειρά με την οποία ελέγχονται οι κόμβοι του συνόλου προώθησης, καθώς έχει πολύ σημαντικό ρόλο στο αποτέλεσμα του PEFS. Για να γίνει κατανοητό αυτό έστω το παράδειγμα του Σχήματος 3.8 και έστω ότι $Fw(k) = \{1, 2, 3, 4, 5, 6, 7\}$ και $U(k) = \{a, b, c, d, e, f, g, h, i, j, l, m, n, o\}$. Ο κόμβος 1 καλύπτει τους $\{e, f, g, h, i, j\}$, ο 2 τους $\{b, c, e, f, g\}$, ο 3 τους $\{h, i, j, m, n\}$, ο 4 τους $\{c, d, e, f, g\}$, ο 5 τους $\{h, i, h, l, m\}$, ο 6 τους $\{a, b\}$ και ο 7 τους $\{n, o\}$. Από το σχήμα φαίνεται ότι ο κόμβος 1 θα μπορούσε να παραληφθεί διότι το υποσύνολο του $U(k)$ που καλύπτει, μπορεί εναλλακτικά να καλυφθεί από τους κόμβους 2 και 3. Επίσης ο κόμβος 2 θα μπορούσε να παραληφθεί διότι το υποσύνολο του $U(k)$ που καλύπτει καλύπτεται επίσης από τους κόμβους 1, 4 και 6. Τέλος ο κόμβος 3 θα μπορούσε να παραληφθεί διότι το υποσύνολο του $U(k)$ που καλύπτει καλύπτεται επίσης από τους κόμβους 1, 5 και 7. Εδώ υπάρχουν τρεις περιπτώσεις για την διαδικασία PE:

1. Να ελεγχθεί πρώτα ο κόμβος 2. Στην περίπτωση αυτή ο 2 αφαιρείται από το $Fw(k)$, στην συνέχεια ο 1 θεωρείται απαραίτητος για το $Fw(k)$. Τέλος ο κόμβος 3 μπορεί να παραληφθεί. Έτσι αφαιρούνται δύο περιττοί κόμβοι.
2. Να ελεγχθεί πρώτα ο κόμβος 3. Στην περίπτωση αυτή ο 3 αφαιρείται από το $Fw(k)$, στην συνέχεια ο 1 θεωρείται απαραίτητος για το $Fw(k)$. Τέλος ο κόμβος 2 μπορεί να παραληφθεί. Έτσι αφαιρούνται επίσης δύο περιττοί κόμβοι.
3. Να ελεγχθεί πρώτα ο κόμβος 1. Στην περίπτωση αυτή ο 1 αφαιρείται από το $Fw(k)$, στην συνέχεια οι 2 και 3 θεωρούνται απαραίτητοι για το $Fw(k)$. Έτσι αφαιρείται μόνο ένας περιττός κόμβος.

Από το προηγούμενο παράδειγμα συμπεραίνει κανείς ότι η αποδοτικότητα της διαδικασίας PE και κατ'επέκταση του αλγόριθμου PEFS, εξαρτάται από την σειρά με την οποία ελέγχονται οι κόμβοι του συνόλου προώθησης. Η εύρεση της σειράς επιλογής των κόμβων η οποία

```

Function_PEFS( $B(u)$ ,  $U(u)$ ){

 $Fw(u)$ =GSC( $B(u)$ ,  $U(u)$ );
for all  $i \in Fw(u)$  inreverseorder do
    if  $V'_i \subseteq \bigcup_{j \neq i, j \in Fw(u)} V'_j$  then
         $Fw(u) = Fw(u) - i$ ;

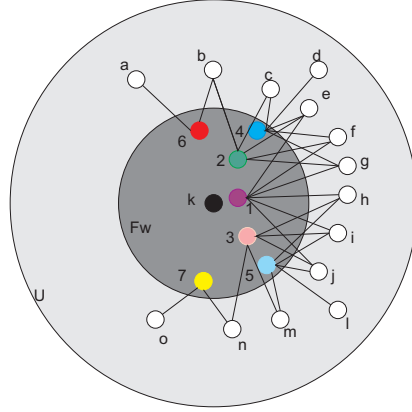
return  $Fw(u)$ 

}

```

Αλγόριθμος 8: Ψευδοκώδικας του αλγόριθμου PEFS

θα έχει αποτέλεσμα την αφαίρεση των περισσοτέρων κόμβων είναι διαδικασία με μεγάλο υπολογιστικό κόστος. Αυτό συμβαίνει διότι αν υπάρχουν n κόμβοι στο σύνολο προώθησης, τότε θα πρέπει να ελεγχθούν οι $n!$ διαφορετικές μεταθέσεις των κόμβων αυτών. Αφού ελεγχθούν όλες οι μεταθέσεις τότε θα επιλεγεί αυτή που αφαιρεί τους περισσότερους κόμβους. Είναι προφανές ότι μια τέτοια διαδικασία έχει μεγάλο υπολογιστικό κόστος και δεν ενδείκνυται η εκτέλεσή του σε κόμβους ενός MANET. Για τον λόγο αυτό επιλέχθηκε μια ευρετική τεχνική στην επιλογή της σειράς ελέγχου των κόμβων.



Σχήμα 3.8: Παράδειγμα αποτυχημένης επιλογής $Fw(k)$

Από την περιγραφή του αλγόριθμου GSC προκύπτει ότι οι κόμβοι που επιλέγονται για να συμμετέχουν στο σύνολο $Fw(k)$ ενός κόμβου k έχουν μια σειρά προτεραιότητας. Η προτεραιότητα του κόμβου i είναι στην πράξη ο αριθμός των κόμβων του συνόλου $U(u)$ ενός κόμβου u , που καλύπτει ο κάθε κόμβος του συνόλου προώθησης, δηλαδή ο αριθμός των κόμβων του συνόλου V'_i . Έτσι ο κόμβος που καλύπτει το μεγαλύτερο υποσύνολο του $U(u)$, έστω ο i , επιλέγεται πρώτος, στην συνέχεια ο κόμβος που καλύπτει το μεγαλύτερο υποσύνολο του $U(u) - V'_i$ επιλέγεται δεύτερος και ούτω κάθε εξής. Η προτεραιότητα είναι αρκετά σημαντική και μπορεί να χρησιμοποιηθεί στον τρόπο επιλογής των κόμβων της διαδικασίας PE. Συγκεκριμένα παρατηρεί κανείς ότι αν από το σύνολο $Fw(k)$ ενός

κόμβου k , επιλεγεί ως περιττός ένας κόμβος i με μεγάλη προτεραιότητα, τότε είναι αρκετά μεγάλη η πιθανότητα αντικατάστασής του από πολλούς κόμβους ώστε να καλυφθεί το σύνολο V'_i . Έτσι η έξοδος του i έχει σαν αποτέλεσμα την υποχρεωτική παρουσία αρκετών κόμβων στο $Fw(k)$. Αντίθετα αν ένας κόμβος j με μικρή προτεραιότητα θεωρηθεί περιττός, τότε είναι πολύ πιθανόν να χρειαστεί να τον αντικαταστήσουν λίγοι κόμβοι στο $Fw(k)$. Για τον λόγο αυτό, στον προτεινόμενο αλγόριθμο PEFS οι κόμβοι του συνόλου $Fw(k)$ εξετάζονται με σειρά αντίστροφη αυτής της προτεραιότητας των κόμβων. Πρώτα εξετάζεται ο κόμβος που επιλέχθηκε τελευταίος από τον αλγόριθμο GSC, δηλαδή ο κόμβος που καλύπτει το μικρότερο υποσύνολο του $U(u)$. Στην συνέχεια εξετάζεται ο κόμβος με την αμέσως μεγαλύτερη προτεραιότητα κ.τ.λ. Με τον τρόπο αυτό κάθε φορά που κάποιος κόμβος i αφαιρείται από το $Fw(k)$ ενός κόμβου k , πιθανότατα θα κάνει υποχρεωτική την παρουσία των λιγότερων δυνατών κόμβων, ώστε καλύπτεται το σύνολο των κόμβων V'_i . Έτσι τελικά, αυξάνεται η πιθανότητα αφαίρεσης περισσότερων περιττών κόμβων από το σύνολο $Fw(k)$. Στο παράδειγμα του Σχήματος 3.8 το αποτέλεσμα του GSC είναι το σύνολο $Fw(k) = \{1, 2, 3, 4, 5, 6, 7\}$, διότι πρώτα θα επιλεγεί ο κόμβος 1 για να καλύψει το σύνολο $\{e, f, g, h, i, j\}$, έπειτα ο 2 για το σύνολο $\{b, c\}$, ο 3 για το σύνολο $\{m, n\}$, ο 4 για το σύνολο $\{d\}$, ο 5 για το σύνολο $\{l\}$, ο 6 για το σύνολο $\{a\}$ και τέλος ο 7 για το σύνολο $\{o\}$. Η διαδικασία PE θα εξετάσει πρώτα τους κόμβους 7, 6, 5, 4 διότι έχουν την μικρότερη προτεραιότητα και θα διαπιστώσει ότι οι κόμβοι αυτοί καλύπτουν κόμβους που δεν καλύπτονται από τους υπόλοιπους του $Fw(k)$. Στην συνέχεια θα εξετάσει τους κόμβους 2 και 3 και θα τους αφαιρέσει από το $Fw(k)$ διότι είναι περιττοί. Τέλος ο κόμβος 1 θεωρείται απαραίτητος για την κάλυψη του συνόλου $U(k)$. Ο ψευδοκώδικας του PEFS φαίνεται στο Σχήμα 8.

Η χρήση του αλγόριθμου PEFS δεν μπορεί να δώσει λύση χειρότερη από αυτήν του GSC. Αυτό συμβαίνει διότι αφαιρεί από το $Fw(k)$ που παράγει ένας κόμβος k με τον GSC, μόνο κόμβους που θα προκαλέσουν προωθήσεις διπλότυπων μηνυμάτων. Η προώθηση ενός διπλότυπου μηνύματος μπορεί μερικές φορές να είναι επιθυμητή όπως για παράδειγμα σε δίκτυα με μεγάλη κινητικότητα, ή δίκτυα όπου λόγω εμποδίων υπάρχουν αρκετές απώλειες πακέτων. Όμως σε δίκτυα όπου οι κόμβοι κινούνται με σχετικά μικρές ταχύτητες ο αλγόριθμος PE μειώνοντας τις προωθήσεις διπλότυπων μηνυμάτων ενισχύει την αποδοτικότητα του αλγόριθμου εκπομπής.

3.3.2 Ο αλγόριθμος EFCN

Στην παράγραφο αυτή θα περιγραφεται το τελευταίο μέρος της έρευνας που πραγματοποιήθηκε στο ζήτημα της εκπομπής σε MANETs. Ο αλγόριθμος που προτείνεται ονομάζεται EFCN (Eliminate Fully Covered Nodes) και όπως ο αλγόριθμος PEFS, έχει στόχο να κατασκευάσει αποδοτικότερα σύνολα προώθησης σε σχέση με τον GSC. Για τον λόγο αυτό μπορεί να χρησιμοποιηθεί αντί του παραδοσιακού GSC. Ο EFCN σε αντίθεση με τον PEFS δεν στηρίζεται στην εκ των υστέρων βελτίωση του συνόλου προώθησης που παράγει ο GSC. Αντίθετα λειτουργεί όπως ο GSC με την διαφορά ότι για την επιλογή των κόμβων που θα

αποτελέσουν το σύνολο προώθησης χρησιμοποιεί διαφορετικό κριτήριο σε σχέση με αυτό του GSC. Ο αλγόριθμος EFCN δέχεται ως είσοδο το σύνολο τα σύνολα $B(k)$ και $U(k)$ ενός κόμβου k και ο ψευδοκώδικάς του φαίνεται στο Σχήμα 9. Στο πρώτο βήμα ο αλγόριθμος εντοπίζει τους κόμβους $i \in B$ για τους οποίους ισχύει ότι:

$$\exists j \in B(k) \text{ τέτοιο ώστε } V_j \supset V_i$$

όπου

V_i είναι το υποσύνολο των κόμβων του $U(k)$ που καλύπτει ο κόμβος k , ή $V_i = U(k) \cap N(i)$

Δηλαδή ο αλγόριθμος EFCN βρίσκει τους κόμβους i του $B(k)$ των οποίων το σύνολο V_i είναι υποσύνολο κάποιου άλλου κόμβου του συνόλου $B(k)$. Ο EFCN κάνει την βασική παρατήρηση ότι οι κόμβοι αυτοί αφενός δεν καλύπτουν μοναδικά κάποιον κόμβο του $U(k)$, αφ'ετέρου καλύπτουν ένα υποσύνολο V_j ενός j που ανήκει στο $B(k)$. Για τους παραπάνω λόγους η παρουσία τους δεν θεωρείται απαραίτητη στο σύνολο $B(k)$ και έτσι αφαιρούνται από αυτό.

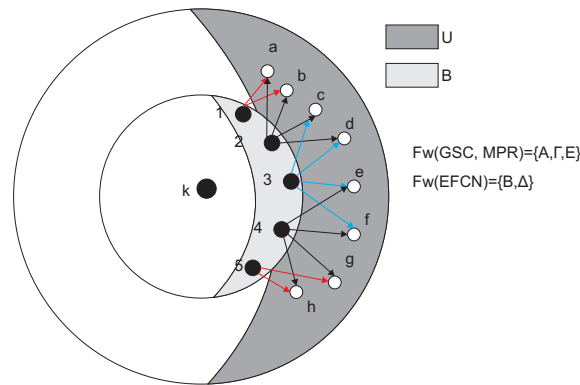
Αφού αφαιρεθούν οι περιττοί κόμβοι από το σύνολο B , εκτελείται το δεύτερο βήμα του EFCN. Στο βήμα αυτό οι κόμβοι του B οι οποίοι καλύπτουν μοναδικά έναν κόμβο του συνόλου $U(k)$, επιλέγονται να συμμετάσχουν στο $Fw(k)$. Έτσι για κάθε κόμβο i που επιλέχθηκε από το δεύτερο βήμα ισχύει ότι:

$$\exists u \in U \text{ τέτοιο ώστε να μην υπάρχει } j : u \in N(i) \cap N(j), j \neq i$$

Είναι σημαντικό να αναφερθεί ότι οι κόμβοι που εισάγονται στο σύνολο $Fw(k)$ στο δεύτερο βήμα, είναι απαραίτητοι στην κατασκευή του συνόλου προώθησης. Η επιλογή των κόμβων αυτών θα έχει ως συνέπεια την μείωση των ακάλυπτων κόμβων που ανήκουν στο σύνολο $U(k)$ του κόμβου k . Αυτό συμβαίνει διότι οι κόμβοι που πιθανόν απαρτίζουν το σύνολο $Fw(k)$, που έχει κατασκευαστεί από το δεύτερο βήμα, καλύπτουν ένα υποσύνολο κόμβων C του συνόλου $U(k)$. Στο τέλος του δεύτερου βήματος οι κόμβοι του C αφαιρούνται από το σύνολο $U(k)$. Το δεύτερο βήμα του αλγόριθμου EFCN, εκτελεί την ίδια διαδικασία με το αρχικό βήμα που εκτελεί ο αλγόριθμος MPR που περιγράφηκε στην ενότητα ???. Στο τρίτο βήμα του αλγόριθμου EFCN επιλέγονται για συμμετοχή στο $Fw(k)$, οι κόμβοι που θα καλύψουν τους εναπομείναντες ακάλυπτους κόμβους του συνόλου $U(k)$. Η επιλογή των κόμβων αυτών πραγματοποιείται με μια επαναληπτική διαδικασία. Η διαδικασία αυτή σε κάθε βήμα της, επιλέγει για εισαγωγή στο σύνολο $Fw(k)$ τον κόμβο i που καλύπτει τους περισσότερους κόμβους του συνόλου $U(k)$. Μετά την εισαγωγή του i στο σύνολο $Fw(k)$, οι κόμβοι που καλύπτει αφαιρούνται από το σύνολο $U(k)$. Το τρίτο βήμα του EFCN ολοκληρώνει την κατασκευή του $Fw(k)$, όταν όλοι οι κόμβοι του συνόλου $U(k)$ θεωρούνται καλυμμένοι. Η επαναληπτική διαδικασία του EFCN είναι η ίδια με αυτή του άπληστου αλγόριθμου GSC.

Με την χρήση του αλγόριθμου EFCN ενδεχομένως να κατασκευάζεται αποδοτικότερο σύνολο $Fw(k)$, σε σχέση με αυτό που παράγει ο αλγόριθμος GSC. Αυτό συμβαίνει διότι, μετά το πέρας του πρώτου βήματος και την πιθανή αφαίρεση περιττών κόμβων από το σύνολο $B(k)$, αυξάνεται η πιθανότητα ορισμένα υποσύνολα κόμβων του $U(k)$ να καλύπτονται μοναδικά από τους υπόλοιπους κόμβους του $B(k)$. Οι κόμβοι αυτοί, οι οποίοι θα επιλεγούν για εισαγωγή στο $Fw(k)$ στο δεύτερο βήμα του αλγόριθμου, είναι η αιτία της μείωσης των ακάλυπτων κόμβων του συνόλου $U(k)$.

Η λειτουργία της προτεινόμενης τεχνικής φαίνεται καλύτερα στο παρακάτω παράδειγμα. Έστω το δίκτυο του Σχήματος 3.9.



Σχήμα 3.9: Παράδειγμα χρήσης της τεχνικής EFCN

Εδώ ο κόμβος k πρέπει να επιλέξει κόμβους από το σύνολο $B = \{1, 2, 3, 4, 5\}$ ώστε να καλύψει το σύνολο $U(k) = \{a, b, c, d, e, f, g, h\}$. Στην περίπτωση όπου ο κόμβος k εκτελούσε τον αλγόριθμο GSC, τότε υπάρχει περίπτωση να επιλέξει αρχικά τον κόμβο 3 διότι καλύπτει το σύνολο $\{c, d, e, f\}$, στην συνέχεια θα επιλέξει τον κόμβο 1 ή τον 2 για να καλύψει το σύνολο $\{a, b\}$ και τέλος τον κόμβο 4 ή τον κόμβο 5 για να καλύψει το σύνολο $\{g, h\}$. Αν ο κόμβος k χρησιμοποιούσε τον αλγόριθμο MPR, δεν θα υπήρχε κάποια διαφορά διότι κανένας από τους κόμβους του συνόλου B δεν καλύπτει μοναδικά κάποιον από το σύνολο $U(k)$. Έστω τώρα ότι ο κόμβος k χρησιμοποιεί την προτεινόμενη τεχνική EFCN. Αρχικά γίνεται έλεγχος για κόμβους i του $B(k)$, των οποίων τα σύνολα κάλυψης V_i , είναι υποσύνολα συνόλων κάλυψης κάποιων άλλων υποψηφίων κόμβων. Ο έλεγχος θα είχε αποτέλεσμα την αφαίρεση των κόμβων 1 και 5, διότι καλύπτουν κόμβους που καλύπτονται επίσης από τους 2 και 4 αντίστοιχα. Στην συνέχεια ο αλγόριθμος MPR θα επέλεγε τους κόμβους 2 και 4 διότι αυτοί καλύπτουν μοναδικά τα σύνολα $\{a, b\}$ και $\{g, h\}$ αντίστοιχα. Με τις επιλογές αυτές ολοκληρώνεται η διαδικασία κατασκευής του $Fw(k)$ διότι όλοι οι κόμβοι του $U(k)$ καλύπτονται. Η χρήση του EFCN έδωσε καλύτερο σύνολο $Fw(k)$ διότι με μικρότερο αριθμό κόμβων καλύπτει το σύνολο $U(k)$.

Συμπερασματικά ο αλγόριθμος EFCN κατασκευάζει το σύνολο προώθησης σε δύο φάσεις. Στην πρώτη φάση, η οποία αποτελείται από τα δύο πρώτα βήματα, χρησιμοποιεί ευρετικές τεχνικές ώστε να μεγιστοποιήσει την πιθανότητα επιλογής κάποιων κόμβων για το σύνολο

```

Function_EFCN( $B(u)$ ,  $U(u)$ ){

  for all  $i \in B(u)$  do
    if  $\exists j \in B(u) : V_j \supset V_i$  then
       $B(u) = B(u) - i$ ;

  for all  $i \in B(u)$  do
    if  $\exists u \in U$  and not exists  $j : u \in N(i) \cap N(j), j \neq i$  then
       $Fw(u) = Fw(u) \cup i$ ;
       $U(u) = U(u) - N(i)$ 
       $B(u) = B(u) - i$ 

   $Z = \bigcup_{j, j \in Fw(u)} V'_j$ 
   $K = \{S_1, S_2, \dots, S_n\}$  where  $S_k = N(u_k) \cap U$  for all  $u_k \in B$ 

  Step 1:
  Find  $S_k$  set that is maximal in set  $K$ .

  Step 2:
   $Fw(v) = Fw(v) \cup u_k, Z = Z \cup S_k, K = K - \{S_k\}$ 
   $S_i = S_i - S_k$  for all  $S_i \in K$ 

  Step 3:
  if  $Z = U$  then
    return  $Fw(v)$ ;
  else
    goto Step 1;
  return  $Fw(u)$ 

}

```

Αλγόριθμος 9: Ψευδοκώδικας του αλγόριθμου EFCN

$Fw(k)$ ενός κόμβου k , επειδή οι κόμβοι αυτοί καλύπτουν μοναδικά έναν υποσύνολο του $U(k)$. Ουσιαστικά, στην φάση αυτή, βελτιώνει την διαδικασία επιλογής κόμβων που πραγματοποιεί ο αλγόριθμος MPR. Ταυτόχρονα μειώνει το σύνολο των ακάλυπτων κόμβων, δηλαδή το σύνολο $U(k)$, και στην δεύτερη φάση χρησιμοποιεί την γνωστή επαναληπτική διαδικασία του GSC ώστε να ολοκληρώσει την διαδικασία κατασκευής του συνόλου προώθησης.

Η ορθότητα του αλγόριθμου EFCN μπορεί εύκολα να αποδειχθεί. Στην πράξη ο EFCN αρχικά χρησιμοποιεί την ίδια διαδικασία επιλογής κόμβων με τον αλγόριθμο MPR, δηλαδή επιλέγει κόμβους οι οποίοι καλύπτουν μοναδικά κάποιο υποσύνολο του $U(k)$. Στην συνέχεια, όπως γίνεται και στον αλγόριθμο MPR, χρησιμοποιείται η επαναληπτική διαδικασία του GSC ώστε να καλυφθούν όλοι οι κόμβοι του $U(k)$. Είναι γνωστό ότι ο αλγόριθμος MPR κατασκευάζει μικρότερα σύνολα προώθησης σε σχέση με τον παραδοσιακό GSC. Αυτό γιατί με την αρχική διαδικασία επιλογής που χρησιμοποιεί, αυξάνονται οι πιθανότητες να καλυφθούν οι κόμβοι του συνόλου $U(k)$ με μικρότερο σύνολο προώθησης. Η λειτουργία

του EFCN βασίζεται στην αφαίρεση περιττών κόμβων από το σύνολο $B(k)$ ώστε να αυξηθεί η πιθανότητα οι κόμβοι που παραμένουν στο $B(k)$ να καλύπτουν κάποιο υποσύνολο του $U(k)$ μοναδικά. Με τον τρόπο αυτό αυξάνει την πιθανότητα να δημιουργηθούν συνθήκες τις οποίες μπορεί να εκμεταλλευτεί η διαδικασία επιλογής κόμβων του MPR ώστε να κατασκευάσει αποδοτικότερο σύνολο προώθησης, σε σχέση με τον GSC. Έστω ότι ένας κόμβος k εκτελεί τον EFCN και ότι ο κόμβος i αφαιρείται από το σύνολο B ως περιττός κόμβος, διότι έχει την ιδιότητα ότι το σύνολο V_i που καλύπτει, είναι υποσύνολο του V_j . Έστω ότι στην ίδια εκτέλεση έχει επιλεγεί ο κόμβος j στο $Fw_{EFCN}(k)$ που έχει κατασκευάσει ο k . Έστω επίσης, ότι ο κόμβος k εκτελεί στις ίδιες συνθήκες τον GSC και κατασκευάζει το σύνολο προώθησης $Fw_{GSC}(k)$. Αν στο σύνολο $Fw_{GSC}(k)$ υπάρχει ο κόμβος j , τότε δεν θα υπάρχει ο κόμβος i , διότι καλύπτει ένα υποσύνολο κόμβων του j . Με τον τρόπο αυτό αποδεικνύεται ότι η αφαίρεση του i από το B δεν έχει κάποια αρνητική επίδραση, που να οδηγεί τον EFCN σε κατασκευή μεγαλύτερου συνόλου προώθησης. Η μόνη περίπτωση όπου ο αλγόριθμος GSC έχει επιλέξει τον i ως κόμβο προώθησης αντί του j , είναι αυτή στην οποία η διαδικασία επιλογής κόμβων για το $Fw_{GSC}(k)$ οδήγησε σε συνθήκες τέτοιες, ώστε οι κόμβοι i και j να καλύπτουν το ίδιο υποσύνολο του $U(k)$. Στην περίπτωση αυτή η επιλογή του i έγινε με τυχαίο τρόπο. Άρα ακόμα και στην περίπτωση αυτή, το $Fw_{GSC}(k)$ δεν θα περιέχει λιγότερους κόμβους από το σύνολο $Fw_{EFCN}(k)$. Συμπερασματικά η διαδικασία κατά την οποία ο EFCN αφαιρεί περιττούς κόμβους από το σύνολο B , μπορεί να οδηγήσει μόνο σε αποδοτικότερα σύνολα προώθησης σε σχέση με τον GSC.

ΚΕΦΑΛΑΙΟ 4

ΠΕΙΡΑΜΑΤΙΚΕΣ ΜΕΤΡΗΣΕΙΣ

4.1 Περιβάλλον Προσομοίωσης

4.2 Μεθοδολογία Αξιολόγησης αλγόριθμων

4.3 Αποτελέσματα Σχολιασμός

Στο προηγούμενο κεφάλαιο παρουσιάστηκαν οι προτεινόμενοι αλγόριθμοι για εκπομπή και αναλύθηκε ο τρόπος λειτουργίας τους. Εκτός από τον σχεδιασμό ενός αλγόριθμου και την απαραίτητη θεωρητική ανάλυση του, μεγάλης προσοχής χρήζει και η αξιολόγηση της λειτουργίας και της απόδοσής του στις ρεαλιστικές συνθήκες ενός δικτύου. Η προσομοίωση είναι ο πιο διαδεδομένος τρόπος για μια τέτοια αξιολόγηση καθώς είναι σε θέση να δημιουργήσει ρεαλιστικές συνθήκες και επιπλέον παρέχει την δυνατότητα σύγκρισης των νέων αλγόριθμων με άλλους που έχουν ήδη προταθεί. Στο κεφάλαιο αυτό θα παρουσιαστεί αρχικά το περιβάλλον προσομοίωσης και θα περιγραφούν οι παράμετροί της. Στη συνέχεια παρουσιάζονται οι μετρικές που χρησιμοποιήθηκαν για την αξιολόγηση της απόδοσης των αλγόριθμων. Τέλος περιγράφονται τα πειράματα που διεξήχθησαν καθώς και η σκοπιμότητά τους και σχολιάζονται τα αποτελέσματά τους.

4.1 Περιβάλλον Προσομοίωσης

Η αξιολόγηση ενός αλγόριθμου με την υλοποίηση και χρήση του σε πραγματικά δίκτυα είναι μια δαπανηρή και χρονοβόρα διαδικασία. Για τον λόγο αυτό, η προσομοίωση χρησιμοποιείται ευρέως στην επιστημονική κοινότητα ώστε να μελετηθεί αναλυτικά ο τρόπος λειτουργίας και η απόδοση αλγόριθμων δικτύωσης σε δίκτυα διαφόρων χαρακτηριστικών. Στην ενότητα αυτή περιγράφεται το εργαλείο προσομοίωσης που χρησιμοποιήθηκε καθώς και το μοντέλο δικτύου στο οποίο πραγματοποιούνται οι προσομοιώσεις.

4.1.1 Εργαλείο Προσομοίωσης

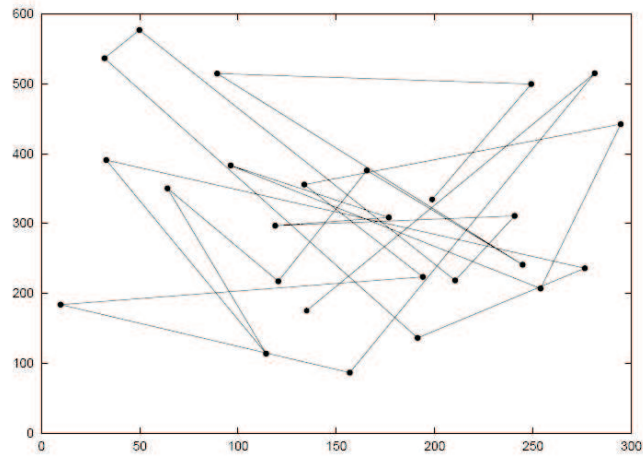
Στα πλαίσια της αξιολόγησης των προτεινόμενων αλγόριθμων πραγματοποιήθηκε σειρά πειραμάτων στα οποία προσομοιώθηκε ο τρόπος λειτουργία των MANETs. Έχουν αναπτυχθεί κατά καιρούς αρκετοί προσομοιωτές, εκ των οποίων ο ns2 (Network Simulator) [8] είναι το πιο ευρέως χρησιμοποιούμενο εργαλείο στην έρευνα για δίκτυα κάθε είδους. Ο ns2 έχει κατασκευαστεί με τρόπο ώστε να προσομοιώνει με λεπτομέρεια όλα τα πρωτόκολλα των διαφόρων επιπέδων κατά OSI. Για τον λόγο αυτό ο ns2 καταφέρνει να πετύχει υψηλό ποσοστό ρεαλισμού στην προσομοίωση συνθηκών ενός πραγματικού δικτύου. Ο προσομοιωτής ns2 είναι πλήρως παραμετροποιήσιμος ώστε να είναι δυνατή η μελέτη των αλγόριθμων κάτω από οποιεσδήποτε συνθήκες δικτύου.

Για την προσομοίωση των MANETs χρησιμοποιήθηκε η επέκταση CMU [8] του ns2. Η επέκταση CMU έχει σχεδιαστεί ώστε να προσομοιώνει τις διαδικασίες που απαιτούνται ώστε 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 [16] για τις μακρινές αποστάσεις και το μοντέλο εξασθένησης σήματος Friss-Space [31] για τις κοντινές αποστάσεις. Επίσης για το δεύτερο επίπεδο κατά OSI χρησιμοποιείται το πρωτόκολλο IEEE 802.11 [2]. Περισσότερες πληροφορίες σχετικά με την λειτουργία της επέκτασης CMU υπάρχουν στο [8].

4.1.2 Μοντέλο Προσομοίωσης

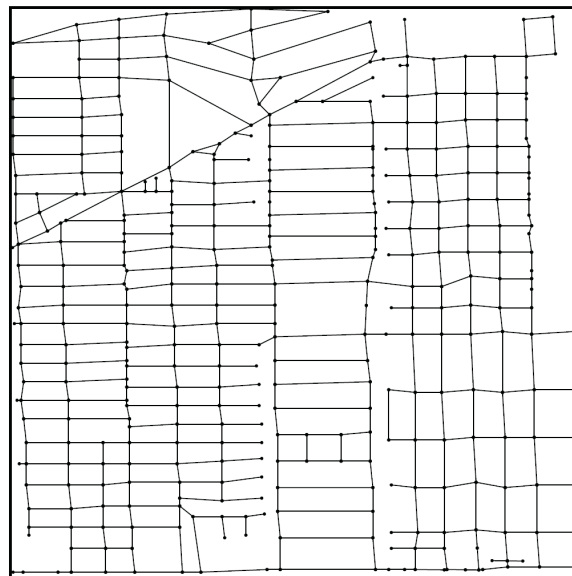
Το μοντέλο για την προσομοίωση ενός MANET, το οποίο χρησιμοποιήθηκε για την αξιολόγηση των αλγόριθμων, αποτελείται από ένα σύνολο N κόμβων, οι οποίοι κινούνται σε μια επίπεδη παραλληλόγραμμη περιοχή, διάστασης X επί Y , με μέγιστη ταχύτητα s . Η κίνηση των κόμβων μπορεί να περιλαμβάνει διαστήματα διάρκειας p δευτερολέπτων στα οποία οι κόμβοι μπορούν να μένουν στάσιμοι σε ένα συγκεκριμένο σημείο. Οι κόμβοι μεταδίδουν μηνύματα τα οποία λαμβάνουν όσοι κόμβοι βρίσκονται εντός της εμβέλειας τους. Η περιοχή εμβέλειας ενός κόμβου είναι ένας κυκλικός δίσκος ακτίνας R . Ο συνολικός χρόνος της προσομοίωσης είναι T δευτερόλεπτα.

Για την κίνηση των κόμβων του δικτύου χρησιμοποιήθηκαν δύο μοντέλα. Το πρώτο μοντέλο κίνησης είναι το ευρέως χρησιμοποιούμενο RWP [6] (Random Way Point). 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, ο οποίος χρησιμοποιεί το μοντέλο RWP, φαίνεται στο Σχήμα 4.1. Έρευνες που πραγματοποιήθηκαν σχετικά με το μοντέλο κίνησης RWP [6] 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. Το πρώτο στάδιο διαρκεί



Σχήμα 4.1: Παράδειγμα διαδρομής κόμβου που ακολουθεί το μοντέλο RWP

περίπου 600 δευτερόλεπτα, μετά το πέρας των οποίων ο αριθμός των γειτόνων κάθε κόμβου σταθεροποιείται και λέγεται ότι το δίκτυο έχει φτάσει σε κατάσταση ισοροπίας (steady state). Έτσι για την προσομοίωση της κίνησης ενός MANET θα πρέπει να λαμβάνονται υπ'όψιν μόνο οι χρονικές στιγμές όπου το δίκτυο βρίσκεται σε κατάσταση ισοροπίας. Για την αντιμετώπιση του προβλήματος αυτού τα σενάρια κίνησης παρήχθησαν με χρήση του μοντέλου τέλειας προσομοίωσης (Perfect Simulation Model) που προτείνουν οι συγγραφείς του [5]. Το μοντέλο της τέλειας προσομοίωσης φτιάχνει 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].



Σχήμα 4.2: Τμήμα από περιοχή ρεαλιστικής κίνησης οχημάτων

Το δεύτερο μοντέλο κίνησης που χρησιμοποιείται αφορά σενάρια κίνησης που παράγονται με βάση πραγματικούς χάρτες πόλεων και ονομάζεται VANET (Vehicular Ad Hoc Network). Συγκεκριμένα οι κόμβοι αναπαριστούν οχήματα, τα οποία κινούνται σε ένα τμήμα μιας πόλης των ΗΠΑ. Στο Σχήμα 4.2 φαίνεται ο χάρτης της πόλης που χρησιμοποιήθηκε για την κίνηση των κόμβων. Η χρήση των σεναρίων αυτών έγινε ώστε να είναι δυνατή η αξιολόγηση των αλγόριθμων εκπομπής σε πραγματικά σενάρια κίνησης. Τα σενάρια κίνησης παρήχθησαν με βάση την διαδικασία που ορίζεται στο [30]. Ο κώδικας που χρησιμοποιήθηκε είναι διαθέσιμος στην ηλεκτρονική διεύθυνση [29]. Η ταχύτητα των κόμβων στα πραγματικά σενάρια κίνησης ορίζεται από το είδος του δρόμου στον οποίο κινείται το εκάστοτε όχημα. Η μέγιστη ταχύτητα κίνησης των κόμβων σε αυτό το μοντέλο κίνησης είναι τα 35 miles/hour.

Οι κόμβοι του δικτύου μεταδίδουν μηνύματα ελέγχου (Hello message), τα οποία χρησιμοποιούνται για την απόκτηση πληροφορίας σχετικά με την τοπολογία της γειτονιάς τους. Η στρατηγική για την ενημέρωση των αλλαγών που συμβαίνουν στην γειτονιά δύο αλμάτων είναι κοινή για όλους τους αλγόριθμους. Όλοι οι κόμβοι του δικτύου μεταδίδουν τέτοια μηνύματα ανά διαστήματα t_h (Hello interval) δευτερολέπτων. Κάθε κόμβος έχει αποθηκευμένη πληροφορία, για τους κόμβους που ανήκουν στην γειτονιά του, στον πίνακα γειτνίασης. Οι εγγραφές του πίνακα γειτνίασης ενός κόμβου ανανεώνονται συνεχώς λόγω των μηνυμάτων ελέγχου που λαμβάνει ο κόμβος αυτός. Ένας κόμβος u θεωρεί ότι ένας κόμβος v είναι γείτονας του αν λάβει από τον v ένα μήνυμα ελέγχου. 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 γείτονας του, αν μέσα στο διάστημα $2t_h$ ο κόμβος u δεν λάβει ένα μήνυμα ελέγχου από τον κόμβο v .

Ένα ποσοστό Q των 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 ρυθμό λ μηνύματα ανά δευτερόλεπτο. Να σημειωθεί ότι για τις μεταδόσεις των μηνυμάτων χρησιμοποιείται χρονική καθυστέρηση (transmission jitter) έτσι ώστε να αντιμετωπιστεί το πρόβλημα της σύγκρουσης πακέτων λόγω συγχρονισμού μεταδόσεων που περιγράφηκε στην ενότητα 2.4.3.

Το σύνολο των παραμέτρων της προσομοίωσης φαίνεται στον πίνακα 4.1, όπου κάθε παράμετρος συνοδεύεται με μια προκαθορισμένη (default) τιμή, η οποία ισχύει για όλα τα πειράματα που θα περιγραφούν στην συνέχεια εκτός και αν η περιγραφή του πειράματος ορίζει διαφορετική τιμή για κάποια συγκεκριμένη παράμετρο.

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 (partitions). Η ταχύτητα των κόμβων και ο χρόνος στον οποίο μπορούν να μένουν οι κόμβοι στάσιμοι σε ένα σημείο,

Πίνακας 4.1: Πίνακας Παραμέτρων Προσομοίωσης

Μήκος Περιοχής Δικτύου (Region Width- X)	1000 m
Πλάτος Περιοχής Δικτύου (Region Height- Y)	1000 m
Ακτίνα Εμβέλειας (Transmission Range- R)	250 m
Αριθμός Κόμβων (Number of Nodes N)	100
Μέγιστη ταχύτητα Κόμβων στο Μοντέλο Κίνησης RWP (Maximum Speed- s)	20 m/sec
Χρόνος Στάσης Κόμβων (Pause Time- P)	0 secs
Ποσοστό Κόμβων που Εκπέμπουν Μηνύματα (Number of Broadcasting Nodes- Q)	0.1 N
Ρυθμός Εκπομπής Μηνυμάτων (Data Message Generation Rate- λ)	0.1 m/sec
Χρονικό Διάστημα μεταξύ Μηνυμάτων Ελέγχου (Hello Interval- t_h)	2 secs
Χρόνος Προσομοίωσης (Simulation time- T)	900 secs
Χρονική Καθυστέρηση (Transmission jitter)	0.1 secs

είναι πολύ σημαντικές παράμετροι διότι, όπως έχει αναφερθεί προηγούμενα, επηρεάζουν την ορθότητα των πληροφοριών για την τοπολογία του δικτύου και επομένως την απόδοση των αλγόριθμων εκπομπής. Τέλος, το χρονικό διάστημα που μεσολαβεί μεταξύ δύο μεταδόσεων μηνυμάτων ελέγχου επίσης επηρεάζει την ακρίβεια των πληροφοριών της τοπολογίας που έχουν αποθηκευμένες οι κόμβοι. Υπενθυμίζεται ότι δεν είναι επιθυμητό οι κόμβοι του δικτύου να στέλνουν μηνύματα ελέγχου με μεγάλο ρυθμό διότι αυτό μπορεί να προκαλέσει συμφόρηση στο δίκτυο.

4.2 Μεθοδολογία Αξιολόγησης αλγόριθμων

Για την αξιολόγηση των προτεινόμενων αλγόριθμων χρησιμοποιήθηκαν οι μετρικές που περιγράφονται στην συνέχεια. Επίσης περιγράφονται τα πειράματα που εκτελέστηκαν και η σκοπιμότητά τους. Τέλος, σχολιάζονται τα αποτελέσματα των προσομοιώσεων και εξάγονται συμπεράσματα για την απόδοση των νέων αλγόριθμων.

4.2.1 Μέτρικες Αξιολόγησης Απόδοσης

Η διαδικασία της προσομοίωσης δίνει την δυνατότητα επιλογής διαφόρων κριτηρίων για την αξιολόγηση της απόδοσης των προτεινόμενων αλγόριθμων. Τα κριτήρια αυτά είναι οι μετρικές αξιολόγησης και η επιλογή τους έχει μεγάλη σημασία στην μέτρηση της απόδοσης των αλγόριθμων. Στην περίπτωση των αλγόριθμων εκπομπής χρησιμοποιήθηκαν οι ακόλουθες μετρικές:

Αριθμός Προωθήσεων Μηνυμάτων (Overhead)

Η μετρική αυτή αναφέρεται στον αριθμό προωθήσεων που προκαλεί ο αλγόριθμος σε μια εκπομπή ενός μηνύματος. Έτσι για παράδειγμα για έναν ένας αλγόριθμο $Overhead = 34$ σημαίνει ότι στις παρούσες συνθήκες δικτύου, για κάθε εκπομπή ενός μηνύματος χρειάστηκαν κατά μέσο όρο 34 προωθήσεις μηνυμάτων, ώστε όλοι οι κόμβοι του δικτύου να παραλάβουν το εκπεμπόμενο μήνυμα. Για παράδειγμα, στο Σχήμα 4.3 χρειάστηκαν 3 προωθήσεις μηνυμάτων. Η μετρική αυτή έχει μεγάλη σημασία και είναι ενδεικτική της απόδοσης του αλγόριθμου εκπομπής. Αν ένας αλγόριθμος προκαλεί μικρό αριθμό προωθήσεων μηνυμάτων τότε δίνεται η δυνατότητα εξοικονόμησης ενέργειας στους κόμβους του δικτύου, διότι πλέον οι κόμβοι χρειάζεται να μεταδίδουν σχετικά λίγα μηνύματα. Επίσης, μικρός ο αριθμός προωθήσεων μηνυμάτων συνεισφέρει στην εξοικονόμηση εύρους ζώνης του κοινού μέσου και καλύτερη αξιοποίησή του από τα υπόλοιπα πρωτόκολλα δικτύωσης. Τέλος, στην περίπτωση που η εκτέλεση του αλγόριθμου εκπομπής ολοκληρώνεται με μικρό αριθμό προωθήσεων μειώνονται οι περιπτώσεις συγκρούσεων μηνυμάτων και κατ'επέκταση αυξάνεται το ποσοστό επιτυχών μεταδόσεων μηνυμάτων.

Ποσοστό Επιτυχούς Παράδοσης Μηνυμάτων (Delivery Ratio)

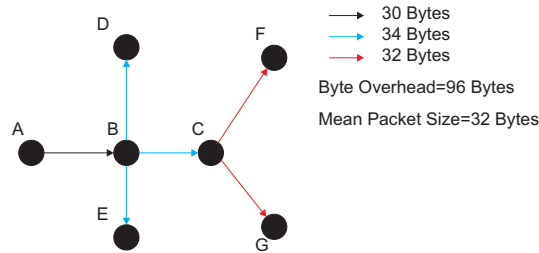
Το ποσοστό επιτυχούς παράδοσης μηνυμάτων ενός αλγόριθμου ορίζεται ως το ποσοστό των κόμβων του δικτύου οι οποίοι κατά μέσο όρο έλαβαν ένα εκπεμπόμενο μήνυμα. Αν ισχύει για παράδειγμα ότι $Delivery Ratio = 96\%$ σε ένα δίκτυο με 200 κόμβους, τότε κατά μέσο όρο 192 κόμβοι του δικτύου αυτού λαμβάνουν τα μηνύματα των εκπομπών. Το ποσοστό επιτυχούς παράδοσης μηνυμάτων είναι ενδεικτικό της αξιοπιστίας του αλγόριθμου, δηλαδή της δυνατότητας του να παραδώσει το εκπεμπόμενο μήνυμα. Υπάρχουν εφαρμογές της εκπομπής στις οποίες η υψηλή αξιοπιστία του αλγόριθμου είναι ιδιαίτερα σημαντική. Στους αλγόριθμους εκπομπής υπάρχει μεγάλη συσχέτιση μεταξύ του αριθμού προωθήσεων μηνυμάτων και του ποσοστού επιτυχούς παράδοσης μηνυμάτων. Αν ένας αλγόριθμος καταφέρνει να μειώσει αρκετά τον αριθμό προωθήσεων μηνυμάτων τότε υπάρχει μεγάλη πιθανότητα να μειωθεί το ποσοστό επιτυχούς παράδοσης μηνυμάτων. Η μείωση στο ποσοστό επιτυχούς παράδοσης μηνυμάτων οφείλεται στο γεγονός ότι οι μειωμένες προωθήσεις μηνυμάτων μειώνουν επίσης την πιθανότητα ένας κόμβος να παραλάβει διπλότυπα του μηνύματος από διαφορετικά μονοπάτια. Έτσι, μειωμένος αριθμός προωθήσεων μηνυμάτων σε δίκτυα με μεγάλη κινητικότητα κόμβων ή σε δίκτυα όπου οι απώλειες μηνυμάτων είναι συχνό φαινόμενο έχει ως αποτέλεσμα την αδυναμία του αλγορίθμου εκπομπής να πετύχει υψηλά ποσοστά επιτυχούς παράδοσης μηνυμάτων.

Μέσο Μέγεθος Μηνύματος (Mean Packet Size)

Η μετρική αυτή εκφράζει το μέσο μέγεθος των μηνυμάτων που διακινούνται στο δίκτυο. Το μέγεθος αυτό αφορά μόνο τις πληροφορίες που προσθέτει ο εκάστοτε αλγόριθμος εκπομπής στο μήνυμα, οι οποίες είναι ανεξάρτητες από τα δεδομένα που πρέπει να παραδοθούν στους κόμβους του δικτύου. Το μέσο μέγεθος μηνύματος είναι ενδεικτικό των πληροφο-

ριών που χρησιμοποιεί ο αλγόριθμος εκπομπής και είναι απαραίτητο στην αξιολόγηση των προτεινόμενων αλγορίθμων, διότι η χρήση τους αυξάνει το μέγεθος των πληροφοριών που μεταφέρουν τα εκπεμπόμενα μηνύματα. Για παράδειγμα στο Σχήμα 4.3 του προηγούμενου παραδείγματος το μέσο μέγεθος μηνύματος είναι ίσο με 32 bytes. Όπως έχει αναφερθεί στην ενότητα 3.1.3 μικρές αλλαγές στο μέγεθος του πακέτου δεν αναμένεται να έχουν επιπτώσεις στην απόδοση του αλγόριθμου.

Συνολικό Μέγεθος Μεταδιδόμενων Μηνυμάτων (Byte Overhead)



Σχήμα 4.3: Αξιολόγηση εκτέλεσης μιας εκπομπής

Το συνολικό μέγεθος μεταδιδόμενων μηνυμάτων ορίζεται ως το συνολικό μέγεθος των μηνυμάτων τα οποία χρειάστηκε να μεταφερθούν από το δίκτυο μέχρι να ολοκληρωθεί η διαδικασία μιας εκπομπής. Όπως αναφέρθηκε προηγούμενα το μέγεθος των μηνυμάτων αφορά μόνο τις πληροφορίες που χρησιμοποιεί ο εκάστοτε αλγόριθμος εκπομπής. Το συνολικό μέγεθος μεταδιδόμενων μηνυμάτων είναι το άθροισμα των μεγεθών των μηνυμάτων τα οποία μετέδωσαν οι κόμβοι που προώθησαν το μήνυμα. Για παράδειγμα, στο Σχήμα 4.3 ο κόμβος A ξεκινά την εκπομπή ενός μηνύματος. Το μήνυμα που μεταδίδει έχει μέγεθος 30 bytes. Στην συνέχεια το μήνυμα το προωθούν ο κόμβοι B και C. Το μέγεθος του μηνύματος του B είναι 34 bytes και τέλος του C είναι 32 bytes. Στην περίπτωση αυτή ισχύει ότι *Byte Overhead*=96 bytes. Το συνολικό μέγεθος μεταδιδόμενων μηνυμάτων είναι ενδεικτικό της χρήσης του κοινού μέσου από τον αλγόριθμο εκπομπής για μεταφορά δεδομένων που χρησιμοποιούνται από αυτόν. Το συνολικό μέγεθος μεταδιδόμενων μηνυμάτων είναι περισσότερο σημαντικό μετρικό από το μέσο μέγεθος μηνύματος. Αυτό ισχύει διότι το συνολικό μέγεθος μεταδιδόμενων μηνυμάτων ενσωματώνει πληροφορίες που αφορούν τον αριθμό των προωθήσεων των μηνυμάτων και το μέσο μέγεθος μηνύματος. Όσο μεγαλύτερο είναι το συνολικό μέγεθος μεταδιδόμενων μηνυμάτων τόσο περισσότερο επιβαρύνεται το κοινό μέσο, διότι θα πρέπει να μεταφερθούν περισσότερα δεδομένα μέσω αυτού.

Μέση Καθυστέρηση (Mean Delay)

Η μέση καθυστέρηση ορίζεται ως ο μέσος χρόνος που απαιτείται ώστε να φτάσει το εκπεμπόμενο μήνυμα σε έναν κόμβο του δικτύου. Η μετρική αυτή χρησιμοποιείται ανάκαθεν στους αλγόριθμους που αφορούν λειτουργίες δικτύου διότι ο χρόνος για την παράδοση των μηνυμάτων είναι αρκετά σημαντικός. Έστω ότι στο δίκτυο του σχήματος 4.3 ο κόμβος

B λάβει το μήνυμα σε 0.1 milliseconds, οι κόμβοι C, D, E το λαμβάνουν έπειτα από 0.27 milliseconds και τέλος οι κόμβοι F, G το λάβουν έπειτα από 0.4 milliseconds. Η μέση καθυστέρηση στην περίπτωση αυτή είναι ίση με 0,285 milliseconds. Η μέση καθυστέρηση είναι ενδεικτική των συνθηκών ανταγωνισμού για χρήση του κοινού μέσου, που επικρατούν στο δίκτυο. Σε πυκνά δίκτυα αναμένεται η καθυστέρηση να είναι μεγαλύτερη σε σχέση με αραιά δίκτυα. Η μείωση του αριθμού των προωθήσεων μηνυμάτων βοηθά στην μείωση του ανταγωνισμού και βέβαια στην μείωση της μέσης καθυστέρησης για την παράδοση των εκπεμπόμενων μηνυμάτων.

Μέσος Αριθμός Λαμβανόμενων Διπλότυπων (Received Duplicate Packets)

Η μετρική αυτή ορίζεται ως ο μέσος αριθμός διπλότυπων που λαμβάνει ένας κόμβος σε μια εκπομπή. Αν υποθεθεί ότι *Received Duplicate Packets*=17, τότε κάθε κόμβος του δικτύου λαμβάνει κατά μέσο όρο 17 διπλότυπα από κάθε εκπεμπόμενο μήνυμα. Ο μέσος αριθμός λαμβανόμενων διπλότυπων, αντίθετα με τον αριθμό προωθήσεων μηνυμάτων, είναι ενδεικτικός της ικανότητας του αλγόριθμου να προκαλεί προωθήσεις μηνυμάτων οι οποίες έχουν αποτέλεσμα την παραλαβή όσο το δυνατόν λιγότερων διπλότυπων μηνυμάτων. Υπενθυμίζεται στο σημείο αυτό ότι μερικές φορές η λήψη αρκετών διπλότυπων μηνυμάτων αυξάνει την αξιοπιστία των αλγόριθμων σε περιπτώσεις υψηλής κινητικότητας κόμβων ή σε δίκτυα όπου συμβαίνουν συχνά απώλειες μηνυμάτων. Παράλληλα όμως αυξάνει και την κατανάλωση ενέργειας από τους κόμβους, διότι θα χρειαστεί να επεξεργαστούν περισσότερα μηνύματα.

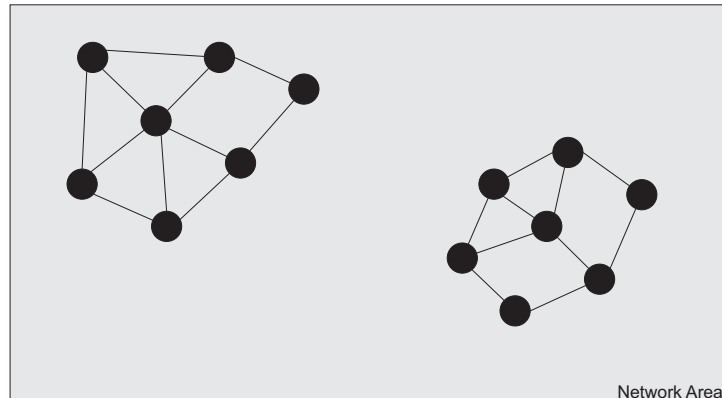
4.2.2 Πειράματα

Για την αξιολόγηση των προτεινόμενων αλγόριθμων χρησιμοποιήθηκαν τα παρακάτω πειράματα, όπου σε κάθε πείραμα μεταβάλλεται μόνο μια παράμετρος της προσομοίωσης.

Πείραμα 1: Μεταβαλλόμενη Κινητικότητα Κόμβων (Node Mobility)

Στο πείραμα αυτό μεταβάλλεται η παράμετρος της μέγιστης ταχύτητας που μπορούν να κινηθούν οι κόμβοι (s). Σκοπός του πειράματος αυτού είναι η μελέτη της συμπεριφοράς των αλγόριθμων σε δίκτυα με διαφορετικές συνθήκες κινητικότητας κόμβων, δηλαδή σε ένα εύρος δικτύων που περιλαμβάνει από στατικά δίκτυα, μέχρι δίκτυα με μεγάλη κινητικότητα. Όπως έχει προαναφερθεί η κινητικότητα των κόμβων επηρεάζει την απόδοση των αλγόριθμων για δύο λόγους. Η ακρίβεια των πληροφοριών γειτνίασης που είναι αποθηκευμένες στους κόμβους, είναι άμεσα συνδεδεμένη με την κινητικότητα αυτών. Αν οι κόμβοι κινούνται με μεγάλες ταχύτητες είναι πολύ πιθανόν οι πληροφορίες αυτές να είναι εσφαλμένες. Επίσης η μεγάλη κινητικότητα επηρεάζει το κατά πόσον ισχύουν οι υποθέσεις που κάνουν όλοι οι αλγόριθμοι και οι οποίες που αφορούν την παράδοση των μηνυμάτων σε καθορισμένα σύνολα κόμβων. Το παρόν πείραμα πραγματοποιείται μόνο για το μοντέλο κίνησης RWP, διότι στο ρεαλιστικό μοντέλο κίνησης δεν υπάρχει η δυνατότητα ρύθμισης της κινητικότητας των κόμβων γιατί αυτή εξαρτάται μόνο από την συγκεκριμένη περιοχή (δρόμος πάνω στον χάρτη) που κινούνται.

Πείραμα 2: Αριθμός κόμβων (Number of Nodes)

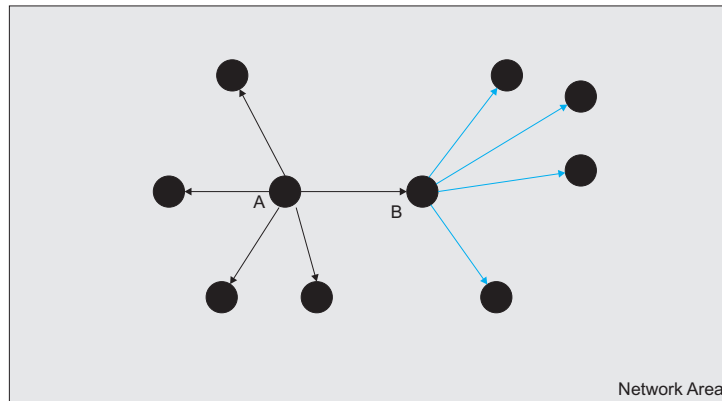


Σχήμα 4.4: Διαμερισμός δικτύου σε δύο ομάδες

Στο πείραμα αυτό μεταβάλλεται ο αριθμός των κόμβων που συμμετέχουν στο δίκτυο (N). Στόχος του πειράματος αυτού είναι η αξιολόγηση της λειτουργίας των αλγόριθμων για διαφορετικές πυκνότητες δικτύου. Η απόδοση των αλγόριθμων εκπομπής επηρεάζεται από την πυκνότητα του δικτύου η οποία ορίζεται από τον αριθμό των κόμβων. Σε δίκτυα όπου υπάρχει μικρός αριθμός κόμβων (αραιά δίκτυα) υπάρχει μεγάλη πιθανότητα οι κόμβοι του ανήκουν σε διάφορες ομάδες ή διαμερίσεις (partitions). Οι κόμβοι που ανήκουν σε δύο ξεχωριστές διαμερίσεις δεν μπορούν να επικοινωνήσουν, διότι δεν είναι δυνατή η άμεση επικοινωνία και μεταξύ τους δεν υπάρχουν ενδιάμεσοι κόμβοι. Για παράδειγμα στο Σχήμα 4.4 φαίνεται ένα αραιό δίκτυο όπου έχουν σχηματιστεί δύο διαμερίσεις κόμβων. Έτσι μειώνεται το ποσοστό επιτυχούς παράδοσης των μηνυμάτων, διότι δεν είναι δυνατή η παραλαβή των μηνυμάτων από όλους τους κόμβους που κινούνται στην περιοχή του δικτύου. Όταν στο δίκτυο υπάρχουν πολλοί κόμβοι τότε η πιθανότητα εμφάνισης διαμερίσεων είναι πολύ μικρή. Ωστόσο ο μεγάλος αριθμός κόμβων σημαίνει ότι κάθε κόμβος θα έχει πολλούς γείτονες. Έτσι αυξάνονται οι πιθανότητες για συμφόρηση του κοινού μέσου και για απώλειες μηνυμάτων, διότι οι περισσότεροι κόμβοι αυξάνουν τον ανταγωνισμό για απόκτηση πρόσβασης στο κοινό μέσο. Άρα στα πολύ πυκνά δίκτυα υπάρχουν επίσης προβλήματα στην λειτουργία των αλγόριθμων εκπομπής. Το πείραμα αυτό πραγματοποιείται και με τα δύο μοντέλα κίνησης.

Πείραμα 3: Μεταβαλλόμενη Ακτίνα Επικοινωνίας κόμβων (Transmission Range)

Στο πείραμα αυτό το μεταβαλλόμενο μέγεθος είναι η ακτίνα της επικοινωνίας των κόμβων (R). Η παράμετρος αυτή επηρεάζει την απόδοση των αλγόριθμων εκπομπής για δύο λόγους. Όταν οι κόμβοι έχουν μεγάλη ακτίνα επικοινωνίας τότε υπάρχουν περισσότεροι κόμβοι στην εμβέλεια τους, δηλαδή κάθε κόμβος έχει περισσότερους γείτονες. Έτσι αυξάνεται ο ανταγωνισμός για το κοινό μέσο και οι πιθανότητες για συμφόρηση του δικτύου. Στην περίπτωση όπου οι κόμβοι έχουν μικρή ακτίνα επικοινωνίας τότε ένα μήνυμα χρειάζε-



Σχήμα 4.5: Μεγάλη ακτίνα οδηγεί σε λίγες προωθήσεις

ται να κάνει πολλά άλματα, δηλαδή να προωθηθεί από περισσότερους ενδιαμέσους κόμβους, μέχρι να είναι εφικτή η παραλαβή του από τον πιο απομακρυσμένο κόμβο του δικτύου. Στα MANETs είναι αναμενόμενο ότι με την αύξηση του αριθμού των αλμάτων αυξάνεται και η πιθανότητα απώλειας των μηνυμάτων. Για παράδειγμα στο Σχήμα 4.5 οι κόμβοι έχουν μεγάλη ακτίνα εμβέλειας, έτσι για την εκπομπή ενός μηνύματος με αφετηρία τον κόμβο A αρκεί μόνο η προώθησή του από τον κόμβο B. Επίσης το πείραμα αυτό πραγματοποιείται και με τα δύο μοντέλα κίνησης. Οι επιπτώσεις που υπάρχουν στην λειτουργία των αλγόριθμων, λόγω της αύξησης της ακτίνας επικοινωνίας και κατ'επέκταση της αύξησης του αριθμού των γειτόνων ενός κόμβου, μελετώνται κυρίως στο προηγούμενο πείραμα όπου μεταβάλλεται η πυκνότητα του δικτύου. Έτσι σκοπός του πειράματος αυτού είναι η μελέτη της απόδοσης των αλγόριθμων, σε δίκτυα όπου απαιτούνται αρκετά άλματα μέχρι να παραδοθούν τα μηνύματα σε όλους τους κόμβους του δικτύου.

Πείραμα 4: Μεταβαλλόμενος Ρυθμός Αποστολής Μηνυμάτων Ελέγχου (Hello Interval)

Στο πείραμα αυτό η παράμετρος που μεταβάλλεται είναι το διάστημα t_h μεταξύ δύο διαδοχικών μεταδόσεων μηνυμάτων ελέγχου. Στόχος του πειράματος αυτού είναι η μελέτη της λειτουργικότητας των αλγόριθμων σε σχέση με την ορθότητα των πληροφοριών γειτνίασης που έχουν αποθηκευμένες οι κόμβοι. Οι προτεινόμενοι αλγόριθμοι καθώς και οι ήδη υπάρχοντες, βασίζουν την λειτουργία τους στην πληροφορία για την τοπολογία του δικτύου. Αν ο ρυθμός μετάδοσης μηνυμάτων ελέγχου είναι μικρός τότε αναμένεται ότι οι κόμβοι δεν θα καταφέρνουν να είναι ενήμεροι για τις αλλαγές της τοπολογίας του δικτύου. Η αύξηση του ρυθμού μετάδοσης μηνυμάτων ενδέχεται να μην λύσει το πρόβλημα της εσφαλμένης εικόνας της τοπολογίας, διότι παράλληλα αυξάνει και τον ανταγωνισμό για τη απόκτηση πρόσβασης στο κοινό μέσο και επομένως τις συγχρούσεις μεταξύ των μηνυμάτων.

4.2.3 Οργάνωση Παρουσίασης

Οι προτεινόμενοι αλγόριθμοι υλοποιήθηκαν στον ns2 και πραγματοποιήθηκε σειρά πειραμάτων, ώστε να μελετηθεί η απόδοσή τους και να συγκριθούν με ήδη υπάρχοντες αλγόριθμους, οι οποίοι είναι γνωστοί για την αποτελεσματικότητά τους. Στα πειράματα του πρώτου μέρους συγκρίθηκαν οι αλγόριθμοι DP, HDP, TDP και H2DP. Στα πειράματα αυτά αξιολογήθηκε η απόδοση των αλγόριθμων εκπομπής που εισάγουν την καινοτομία του ιστορικού, σε σχέση με τους παραδοσιακούς αλγόριθμους. Τα πειράματα του δεύτερου μέρους αφορούν την αξιολόγηση του αλγόριθμου DPE. Για το λόγο αυτό ο DPE ενσωματώθηκε στους αλγόριθμους εκπομπής PDP και TDP και προέκυψαν οι αλγόριθμοι PDPE και TDPE αντίστοιχα. Οι PDPE και TDPE συγκρίθηκαν μέσω των πειραμάτων με τους PDP και TDP, ώστε να μελετηθούν τα αποτελέσματα που έχει η καινοτομία της προσθήκης επιπλέον πληροφοριών στα σύνολα προώθησης. Το τελευταίο μέρος της αξιολόγησης περιλαμβάνει πειράματα που έχουν στόχο την σύγκριση των αλγόριθμων για κατασκευή συνόλων προώθησης. Οι αλγόριθμοι PEFS και EFCN που προτάθηκαν ενσωματώθηκαν στο αλγόριθμο εκπομπής DP ώστε να συγκριθούν με τον παραδοσιακό αλγόριθμο DP ο οποίος χρησιμοποιεί τον GSC. Επίσης υλοποιήθηκε μια έκδοση του DP η οποία ενσωματώνει τον MPR, ώστε να είναι δυνατή η σύγκριση των προτεινόμενων αλγόριθμων και με τον αλγόριθμο αυτό. Για την εγκυρότητα των αποτελεσμάτων κάθε προσομοίωση εκτελέστηκε δέκα φορές, δίνοντας αποτελέσματα με ικανοποιητικό διαστήματα εμπιστοσύνης (Confidence Interval). Στην ενότητα που ακολουθεί παρουσιάζονται οι τα αποτελέσματα των πειραμάτων καθώς και σχολιασμός τους.

4.3 Αποτελέσματα - Σχολιασμός

Στην ενότητα αυτή παρουσιάζονται τα αποτελέσματα των πειραμάτων και σχολιάζεται η λειτουργικότητα των προτεινόμενων αλγόριθμων σε σχέση με τους ήδη υπάρχοντες.

4.3.1 Μέρος Πρώτο: Αξιολόγηση Αλγόριθμων HDP και H2DP

Όπως έχει γίνει κατανοητό οι αλγόριθμοι HDP και H2DP επεκτείνουν τους υπάρχοντες αλγόριθμους DP και TDP και επομένως συγκρίνονται με αυτούς με βάση τα πειράματα που περιγράφηκαν στην ενότητα 4.2.2. Τα αποτελέσματα των πειραμάτων που παρουσιάζονται στην ενότητα αυτή αφορούν μόνο το μοντέλο κίνησης RWP. Τα αποτελέσματα των πειραμάτων όπου χρησιμοποιήθηκε το μοντέλο κίνησης οχημάτων σε μια πόλη (VANET), είναι διαθέσιμα στο Παράρτημα. Τα αποτελέσματα αυτά είναι ποιοτικά όμοια και εμφανίζουν μόνο ποσοτικές διαφορές σε σχέση με τα αποτελέσματα που παρουσιάζονται στην συνέχεια.

Μέρος Πρώτο, Πείραμα 1: Μεταβαλλόμενη Κινητικότητα Κόμβων

Στο Σχήμα 4.6 φαίνονται τα αποτελέσματα που αφορούν την απόδοση των αλγόριθμων σε σχέση με την κινητικότητα των κόμβων. Οι παράμετροι του δικτύου έχουν τις προκαθορισμένες τιμές που αναφέρθηκαν προηγουμένως. Η μέγιστη ταχύτητα των κόμβων λαμβάνει κάθε φορά μια τιμή από τις $\{0, 5, 10, 20\}m/sec$. Όπως φαίνεται στο 4.6(a) ο αριθμός προωθήσεων μηνυμάτων παρουσιάζει μικρή μείωση με την αύξηση της κινητικότητας των κόμβων. Όπως θα φανεί και στην συνέχεια, η αύξηση της κινητικότητας των κόμβων έχει αποτέλεσμα την κατασκευή μερικώς λανθασμένων συνόλων προώθησης και την αύξηση της πιθανότητας απώλειας μηνυμάτων. Στην περίπτωση αυτή αυξάνεται η πιθανότητα, ένας κόμβος ο οποίος θα έπρεπε να προωθήσει ένα μήνυμα, να μην λάβει την αντίστοιχη εντολή από το μήνυμα που μόλις παρέλαβε, λόγω του μερικώς λανθασμένου συνόλου προώθησης που περιέχει το μήνυμα αυτό. Επίσης, ενδεχομένως να συμβεί αποτυχία στην λήψη ενός μηνύματος, από ένα κόμβο, ο οποίος σε αντίθετη περίπτωση θα είχε το δικαίωμα να το προωθήσει. Οι αλγόριθμοι HDP και H2DP καταφέρνουν να μειώσουν κατά πολύ τον αριθμό προωθήσεων μηνυμάτων (Overhead) της εκπομπής σε σχέση με τους DP και TDP σε όλες τις συνθήκες κινητικότητας. Συγκεκριμένα ο HDP έχει μέχρι και 23,86% μείωση στο Overhead σε σχέση με τον DP ενώ ο H2DP έχει μέχρι και 59% μείωση σε σχέση με τον DP και 34,84% μείωση σε σχέση με τον TDP. Το αποτέλεσμα αυτό αποδεικνύει ότι η χρήση του ιστορικού του πακέτου καταφέρει να μειώσει τις πλεονάζουσες προωθήσεις μηνυμάτων.

Στο Σχήμα 4.6(b) φαίνεται ότι καθώς αυξάνεται η κινητικότητα του δικτύου, το ποσοστό των κόμβων που λαμβάνουν το μήνυμα μειώνεται. Το γεγονός αυτό είναι αναμενόμενο, διότι οι πληροφορίες της τοπολογίας που έχουν αποθηκευμένες οι κόμβοι δεν ισχύουν απόλυτα, κατά συνέπεια η παραλαβή των μηνυμάτων δεν γίνεται από όλους τους κόμβους στην γειτονιά ενός ή δύο αλμάτων του κόμβου που εκτελεί τον αλγόριθμο. Τα αποτελέσματα δείχνουν ότι ακόμα και όταν οι κόμβοι κινούνται με την μέγιστη ταχύτητα ($20m/sec$) ο HDP επιτυγχάνει το ίδιο ποσοστό παράδοσης μηνυμάτων με τον DP. Αυτό συμβαίνει διότι ακόμη και σε δίκτυα με μεγάλη κινητικότητα ισχύει η υπόθεση που πραγματοποιούν οι δύο αλγόριθμοι, ότι δηλαδή κάθε μετάδοση μηνύματος συνοδεύεται με την λήψη του από όλους τους κόμβους που ανήκουν στην γειτονιά δύο αλμάτων. Το γεγονός αυτό δείχνει ότι η χρήση του ιστορικού στα μηνύματα βελτιώνει την απόδοση των αλγόριθμων. Ο HDP έχει την ικανότητα να μειώνει αρκετά τις πλεονάζουσες προωθήσεις, διότι με αρκετά μικρότερο αριθμό προωθήσεων πετυχαίνει ίδια ποσοστά παράδοσης μηνυμάτων. Ο H2DP παρουσιάζει το χαμηλότερο ποσοστό παράδοσης μηνυμάτων (98,07%), μόλις κατά 0,08% μειωμένο σε σχέση με αυτό του TDP. Η διαφορά αυτή οφείλεται στο ότι οι αλγόριθμοι αυτοί είναι περισσότερο ευάλωτοι στην υψηλή κινητικότητα. Υπενθυμίζεται ότι για την σωστή λειτουργία τους, θα πρέπει να μην συμβούν τοπολογικές αλλαγές στις γειτονιές δύο αλμάτων των κόμβων που προωθούν το μήνυμα. Όμως η υπόθεση αυτή δεν ισχύει πάντα σε δίκτυα με υψηλή κινητικότητα. Ο αλγόριθμος H2DP είναι περισσότερο ευάλωτος στις συνεχείς αλλαγές της τοπολογίας σε σχέση με τον TDP. Η παραπάνω δυσκολία που αντιμετωπίζει ο H2DP, έγκειται στο ότι οι συνεχείς αλλαγές στην τοπολογία καθιστούν το ιστορικό των

μηνυμάτων μερικώς λανθασμένο. Αυτό δύναται να συμβαίνει διότι ένας κόμβος προσθέτει στο ιστορικό ενός μηνύματος αναγνωριστικά κόμβων, για τους οποίους φιλοδοξεί ότι θα παραλάβουν το μήνυμα. Στην περίπτωση που οι κόμβοι αυτοί δεν το λάβουν, λόγω της κινητικότητας του δικτύου, τότε ίσως δεν το παραλάβουν ποτέ. Η αιτία για το γεγονός αυτό, είναι ότι στην συνέχεια της διαδικασίας της εκπομπής κάθε άλλος κόμβους που προωθεί το μήνυμα, θεωρεί ότι συγκεκριμένοι κόμβοι έχουν ήδη λάβει το συγκεκριμένο μήνυμα εφόσον αυτοί βρίσκονται στο ιστορικό του. Έτσι δεν θα πραγματοποιηθούν ενέργειες ώστε τελικά να παραλάβουν το μήνυμα οι κόμβοι του ιστορικού.

Όπως ήταν αναμενόμενο, στη γραφική παράσταση που δείχνει το μέσο μέγεθος μηνυμάτων, φαίνεται ότι τα μηνύματα που μεταδίδονται στο δίκτυο έχουν σταθερό μέγεθος για τις διάφορες τιμές της μέγιστης ταχύτητας. Ο αριθμός των κόμβων, που προστίθενται στο ιστορικό από τους δύο προτεινόμενους αλγόριθμους, είναι ανεξάρτητος από την ταχύτητα των κόμβων και παραμένει σχεδόν σταθερός. Το ίδιο ισχύει και για τον αριθμό των γειτόνων δύο αλμάτων, που προσθέτει στο μήνυμα ο αλγόριθμος TDP. Ο αλγόριθμος DP μεταδίδει το μικρότερο μήνυμα, διότι μεταφέρει μόνο την πληροφορία του συνόλου προώθησης. Δεύτερο σε μέγεθος έρχεται το μήνυμα του HDP. Το γεγονός ότι, τα μηνύματα που μεταδίδει ο HDP έχουν μικρότερο μέγεθος σε σχέση με τα μηνύματα των TDP και H2DP οφείλεται στις συγκεκριμένες συνθήκες του δικτύου. Υπενθυμίζεται ότι οι κόμβοι κινούνται σε περιοχή $1000 \times 1000 m^2$ και ότι η ακτίνα επικοινωνίας των κόμβων είναι ρυθμισμένη στα $250m$. Αυτό έχει ως αποτέλεσμα στην γειτονιά ενός άλματος κάθε κόμβου να βρίσκονται αρκετοί κόμβοι και στην γειτονιά δύο αλμάτων να βρίσκεται μεγάλο ποσοστό των κόμβων του δικτύου. Έτσι το μήνυμα που στέλνει ο TDP, στο οποίο περιέχονται τα αναγνωριστικά των κόμβων που βρίσκονται στην περιοχή δύο αλμάτων, του κόμβου που μεταδίδει το μήνυμα, έχει αρκετά μεγάλο μέγεθος. Επίσης στο ιστορικό που κατασκευάζουν οι κόμβοι που χρησιμοποιούν τον H2DP, περιέχονται αναγνωριστικά κόμβων που ανήκουν στη γειτονιά δύο αλμάτων, έτσι το μέγεθος του μηνύματος που κατασκευάζει ο H2DP είναι επίσης σχετικά μεγάλο. Ωστόσο το ιστορικό που κατασκευάζουν οι κόμβοι που εκτελούν τον αλγόριθμο HDP αποτελείται από τους αρκετά λιγότερους κόμβους των γειτόνων ενός άλματος. Έτσι το αρχικό μήνυμα που μεταδίδει ο HDP όταν ξεκινά την εκπομπή αναμένεται να έχει πολύ μικρότερο μέγεθος σε σχέση με τα αρχικά μηνύματα που μεταδίδουν οι άλλοι δύο αλγόριθμοι. Το γεγονός ότι οι κόμβοι του δικτύου έχουν σχετικά μεγάλη ακτίνα, είναι ο λόγος για τον οποίο ένα εκπεμπόμενο μήνυμα δύναται να παραδίδεται στον πιο απομακρυσμένο κόμβο με μικρό αριθμό αλμάτων. Το γεγονός αυτό έχει ως αποτέλεσμα να μην αυξάνεται ιδιαίτερα το μέγεθος του ιστορικού που κατασκευάζουν οι προτεινόμενοι αλγόριθμοι. Έτσι τα μηνύματα που μεταδίδονται με την εκτέλεση των TDP και H2DP έχουν σχεδόν το ίδιο μέγεθος. Για τον ίδιο λόγο το μέγεθος του μηνύματος που μεταδίδουν οι κόμβοι που εκτελούν τον HDP είναι μικρότερο σε σχέση με τα μηνύματα των TDP και H2DP.

Σε αντίθεση με το μέσο μέγεθος μηνύματος, η γραφική παράσταση του συνολικού μεγέθους μεταδιδόμενων μηνυμάτων (Byte Overhead) δείχνει ότι καθώς η ταχύτητα αυξάνεται, μειώνεται το συνολικό μέγεθος των μεταδιδόμενων μηνυμάτων. Η μείωση αυτή οφείλεται στην

μείωση του ποσοστού παράδοσης μηνυμάτων. Καθώς αυξάνεται η ταχύτητα των κόμβων, ορισμένοι κόμβοι δεν λαμβάνουν το μήνυμα. Ανάμεσα στους κόμβους αυτούς βρίσκονται και κάποιοι οι οποίοι ανήκουν στο σύνολο προώθησης του μηνύματος και οι οποίοι επομένως δεν προωθούν το μήνυμα. Ο αλγόριθμος DP πετυχαίνει την μικρότερη τιμή συνολικού μεγέθους μεταδιδόμενων μηνυμάτων. Ο αλγόριθμος H2DP χρησιμοποιεί το κοινό μέσο για να μεταφέρει λιγότερες πληροφορίες σε σχέση με τον TDP διότι αν και οι δύο αλγόριθμοι έχουν σχεδόν το ίδιο μέγεθος πακέτου, ο H2DP καταφέρνει να μειώσει αρκετά τις πλεονάζουσες προωθήσεις. Επίσης ο HDP μεταφέρει μικρότερο συνολικό μέγεθος μεταδιδόμενων μηνυμάτων μέσω του καναλιού σε σχέση με τον TDP, κυρίως διότι μεταφέρει μηνύματα μικρότερου μεγέθους. Ο αλγόριθμος DP καταφέρνει να μεταφέρει μικρότερο συνολικό μέγεθος μεταδιδόμενων μηνυμάτων σε σχέση με τον HDP παρά το γεγονός ότι ο DP επιβαρύνει το δίκτυο με πλεονάζουσες προωθήσεις. Αυτό συμβαίνει διότι, τα μηνύματα που μεταδίδουν οι κόμβοι που εκτελούν τον DP, είναι πολύ μικρότερα σε μέγεθος σε σχέση με τα αντίστοιχα μηνύματα, που μεταδίδονται όταν εκτελείται ο αλγόριθμος HDP. Το γεγονός αυτό δεν θεωρείται μειονέκτημα του προτεινόμενου αλγόριθμου, διότι όπως αναφέρθηκε στην ενότητα 3.1.3, η αύξηση στο μέγεθος ενός μηνύματος δεν θεωρείται ότι επηρεάζει την αποτελεσματικότητα των αλγόριθμων.

Στην γραφική παράσταση που παρουσιάζει τα αποτελέσματα για την μέση καθυστέρηση φαίνεται μια μικρή αύξηση όταν αυξάνεται η κινητικότητα των κόμβων. Το γεγονός αυτό είναι αποτέλεσμα της απώλειας μηνυμάτων, διότι στην περίπτωση αυτή μειώνεται η πιθανότητα τα μηνύματα να παραδίδονται στους κόμβους από τα συντομότερα μονοπάτια. Οι αλγόριθμοι HDP και DP παρουσιάζουν σχεδόν την ίδια καθυστέρηση η οποία είναι μικρότερη σε σχέση με την παρόμοια καθυστέρηση των TDP και H2DP. Η διαφορά αυτή οφείλεται στο ότι οι τελευταίοι αλγόριθμοι έχουν μεγαλύτερη πιθανότητα απώλειας μηνυμάτων. Έτσι το φαινόμενο κατά το οποίο, ένα μήνυμα δεν παραδίδεται στους κόμβους μέσω ενός σύντομου μονοπατιού, συμβαίνει πιο συχνά. Επίσης η ίδια γραφική παράσταση αποδεικνύει ότι παρά το γεγονός ότι οι HDP και H2DP μεταδίδουν μηνύματα μεγαλύτερου μεγέθους σε σχέση με τους DP και TDP αντίστοιχα, δεν υστερούν στην καθυστέρηση της παράδοσης των μηνυμάτων. Αυτό συμβαίνει διότι το μέγεθος των μηνυμάτων επηρεάζει ελάχιστα τον χρόνο που απαιτείται για την ολοκλήρωση της μετάδοσης ενός μηνύματος.

Η γραφική παράσταση (f) του σχήματος 4.6 παρουσιάζει τον αριθμό των διπλότυπων μηνυμάτων που λαμβάνουν οι κόμβοι. Στην γραφική παράσταση αυτή, φαίνεται ότι ο αριθμός των διπλότυπων μηνυμάτων μειώνεται όσο αυξάνεται η μέγιστη ταχύτητα των κόμβων. Η μείωση αυτή σχετίζεται με την μείωση του ποσοστού επιτυχών παραδόσεων μηνυμάτων. Όσο μεγαλύτερη είναι η κινητικότητα των κόμβων του δικτύου τόσο αυξάνεται η πιθανότητα λήψης διπλοτύπων από τους κόμβους. Όπως είναι αναμενόμενο στον DP οι κόμβοι λαμβάνουν τα περισσότερα διπλότυπα. Ο HDP έχει μειωμένο αριθμό διπλοτύπων (μέχρι 25%) σε σχέση με τον DP, ο H2DP παρουσιάζει μέχρι και 59% μείωση σε σχέση με τον DP και μέχρι 34,5% σε σχέση με τον TDP. Άρα οι προτεινόμενοι αλγόριθμοι πετυχαίνουν σημαντική μείωση στον αριθμό των διπλότυπων που λαμβάνουν οι κόμβοι σε σχέση με τους

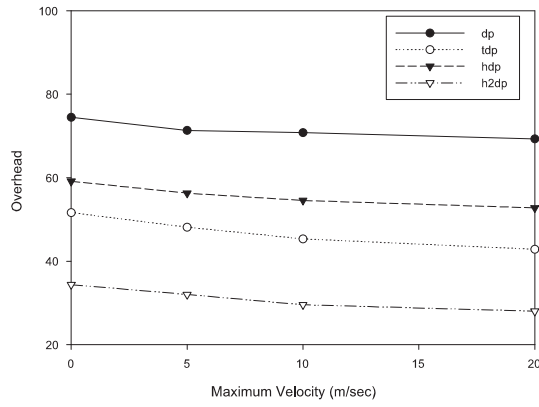
παραδοσιακούς DP και TDP, συνεισφέροντας έτσι και στην εξοικονόμηση ενέργειας των κόμβων.

Συμπερασματικά το πείραμα αυτό καταδεικνύει την υπεροχή των αλγόριθμων που χρησιμοποιούν το ιστορικό σε σχέση με τους DP και TDP. Οι εν λόγω αλγόριθμοι καταφέρνουν παρόμοια ποσοστά παράδοσης μηνυμάτων ενώ ταυτόχρονα επιτυγχάνουν σημαντικά μειωμένο αριθμό προωθήσεων.

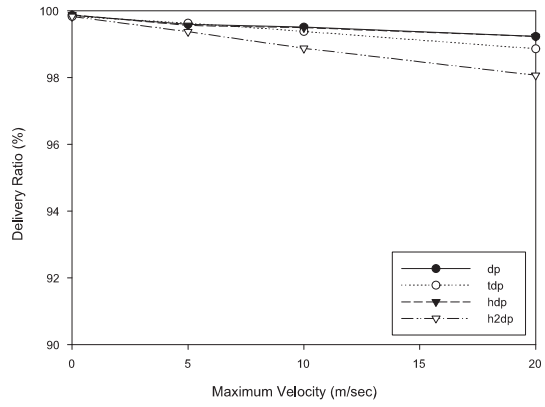
Μέρος Πρώτο, Πείραμα 2: Μεταβαλλόμενος Αριθμός Κόμβων

Στο Σχήμα 4.7 παρουσιάζονται οι γραφικές παραστάσεις του πειράματος κατά το οποίο μεταβάλλεται ο αριθμός των κόμβων του δικτύου, παίρνοντας τιμές από το σύνολο {50, 100, 150, 200}. Οι υπόλοιπες παράμετροι έχουν τις προκαθορισμένες τιμές. Από την γραφική παράσταση που παρουσιάζει τον αριθμό των προωθήσεων, φαίνονται πάλι τα ποσοστά μείωσης των πλεοναζόντων προωθήσεων που επιτυγχάνονται με την χρήση του ιστορικού των μηνυμάτων. Ο HDP επιτυγχάνει μείωση στο ποσοστό των προωθήσεων σε σχέση με τον DP, ενώ το ίδιο πετυχαίνει και ο H2DP σε σχέση με τον TDP. Η αύξηση του αριθμού των προωθήσεων σε σχέση με τον αριθμό των κόμβων είναι φυσικά αναμενόμενη, διότι αυξάνονται οι κόμβοι που προωθούν το μήνυμα. Να σημειωθεί ότι στον αλγόριθμο H2DP η αύξηση των προωθήσεων γίνεται με πιο αργό ρυθμό, γεγονός που δείχνει ότι ο αλγόριθμος αυτός είναι καταλληλότερος για χρήση σε πυκνά δίκτυα. Η μείωση στον αριθμό των πλεοναζόντων μηνυμάτων από τους προτεινόμενους αλγόριθμους οφείλεται στην χρήση του ιστορικού, το οποίο περιέχει πληροφορίες για την διαδρομή του μηνύματος. Η αξιοποίηση των πληροφοριών αυτών αναστέλλουν σε μεγάλο βαθμό τις πλεονάζουσες προωθήσεις.

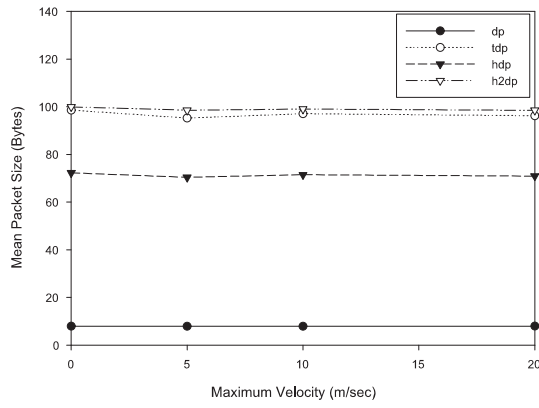
Το ποσοστό των κόμβων που λαμβάνουν το μήνυμα είναι σχετικά μικρό στο αραιό δίκτυο των 50 κόμβων και αυξάνεται όταν οι κόμβοι αυξάνονται στους 100. Έπειτα μειώνεται με χαμηλό ρυθμό όσο αυξάνεται ο αριθμός των κόμβων. Αυτό συμβαίνει διότι σε αραιά δίκτυα οι κόμβοι έχουν μικρό αριθμό γειτόνων. Υπενθυμίζεται ότι στο δίκτυο του πειράματος οι κόμβοι κινούνται με μέγιστη ταχύτητα $20m/sec$ και ότι σε αραιά δίκτυα αυξάνεται η πιθανότητα χωρισμού των κόμβων σε διαμερίσεις. Έτσι είναι αυξημένη η πιθανότητα ένας κόμβος να μην καταφέρει να λάβει το μήνυμα. Στο δίκτυο των 100 κόμβων η αύξηση στο ποσοστό παράδοσης οφείλεται στην μείωση της πιθανότητας εμφάνισης διαμερίσεων καθώς και στο γεγονός ότι κάθε κόμβος έχει περισσότερους γείτονες, έτσι αυξάνονται τα μονοπάτια από τα οποία ένας κόμβος δύναται να λάβει ένα μήνυμα. Αντίθετα σε πολύ πυκνά δίκτυα η πιθανότητα απώλειας μηνυμάτων αυξάνεται λόγω συγχρούσεων ή προσωρινής συμφόρησης του κοινού μέσου. Ο αλγόριθμος HDP πάλι παρουσιάζει ίδια ποσοστά παράδοσης μηνυμάτων με τον DP ανεξάρτητα της πυκνότητας των δικτύου, παρά το γεγονός ότι έχει μειώσει τις προωθήσεις σε μεγάλο βαθμό, αποδεικνύοντας για άλλη μια φορά ότι η χρήση του ιστορικού βελτιώνει την απόδοση των αλγόριθμων. Η μείωση του ποσοστού παράδοσης έχει μεγαλύτερο αντίκτυπο στον αλγόριθμο H2DP, ωστόσο η μεγαλύτερη διαφορά του σε σχέση με τον TDP είναι της τάξης του 1,3% στην περίπτωση των 50 κόμβων. Όταν το δίκτυο έχει 200 κόμβους η διαφορά στην αξιοπιστία των δύο αλγόριθμων είναι μόλις 0.2% διότι ο H2DP



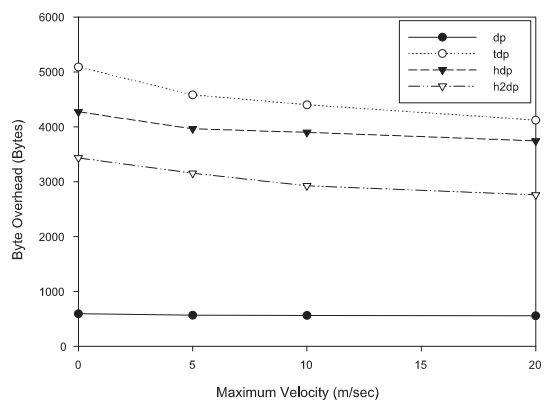
(a)



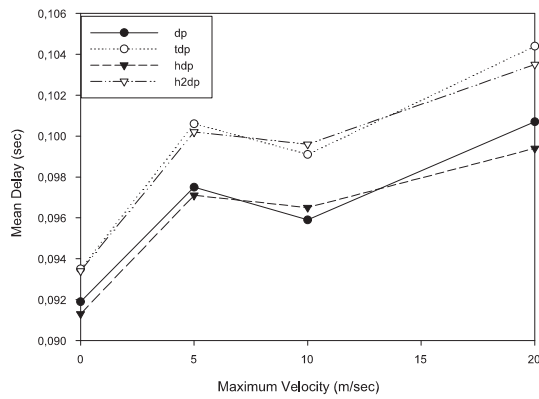
(b)



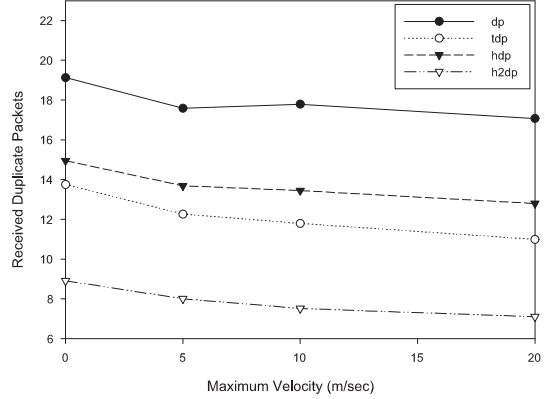
(c)



(d)



(e)



(f)

Σχήμα 4.6: Μέρος 1, Πείραμα 1: Απόδοση Αλγόριθμων σαν συνάρτηση της κινητικότητας των κόμβων σε δίκτυο $1000 \times 1000 m^2$

μειώνοντας τον αριθμό προωθήσεων κατά 52% σε σχέση με τον TDP πετυχαίνει μείωση του ανταγωνισμού για πρόσβαση στο κοινό μέσο. Από τα προηγούμενα φαίνεται ότι ο H2DP με πολύ λιγότερες προωθήσεις μηνυμάτων πετυχαίνει ίδιο ποσοστό παράδοσης μηνυμάτων. Όπως έχει αναφερθεί στην περιγραφή των αλγόριθμων TDP και H2DP, οι συνθήκες για τις οποίες έχουν σχεδιαστεί οι συγκεκριμένοι αλγόριθμοι, περιλαμβάνουν δίκτυα με σχετικά χαμηλή κινητικότητα. Το παρόν πείραμα έγινε σε συνθήκες μη κατάλληλες για τους αλγόριθμους αυτούς διότι η κινητικότητα των κόμβων επηρεάζει αρνητικά την απόδοσή τους. Για τον λόγο αυτό εμφανίζουν μικρότερη ικανότητα παράδοσης των μηνυμάτων σε όλους τους κόμβους του δικτύου.

Το μέγεθος των μηνυμάτων που στέλνουν οι αλγόριθμοι HDP, TDP και H2DP αυξάνει με το πλήθος των κόμβων του δικτύου, όπως αναμενόταν άλλωστε, διότι μεγαλώνει το πλήθος των γειτόνων των κόμβων, κατ'επέκταση μεταφέρεται περισσότερη πληροφορία στην κεφαλίδα των μηνυμάτων. Το μέγεθος των μηνυμάτων των TDP και H2DP είναι σχεδόν το ίδιο, διότι όπως εξηγήθηκε και προηγουμένως, οι κόμβοι έχουν σχετικά μεγάλη ακτίνα εμβέλειας. Έτσι ένα μήνυμα δε χρειάζεται να κάνει μεγάλο αριθμό αλμάτων ώστε να φτάσει σε όλους τους κόμβους, άρα το μέγεθος του ιστορικού δεν διαφέρει ιδιαίτερα από το μέγεθος της γειτονιάς δύο αλμάτων. Ο αλγόριθμος HDP, όπως είναι αναμενόμενο στέλνει μεγαλύτερα σε μέγεθος μηνύματα σε σχέση με τον DP.

Όσο αφορά το συνολικό μέγεθος των μεταδιδόμενων μηνυμάτων που χρειάζεται να μεταφερθεί από το κοινό μέσο στην εκτέλεση των αλγόριθμων, ο DP παράγει το μικρότερο συνολικό μέγεθος μηνυμάτων. Όπως φαίνεται και στη γραφική παράσταση (c), το συνολικό μέγεθος μεταδιδόμενων μηνυμάτων αυξάνει με την αύξηση του πλήθους των κόμβων, διότι αυξάνεται και το πλήθος των προωθήσεων. Σημαντικό είναι το γεγονός ότι ο H2DP μεταδίδει μικρότερο συνολικό μέγεθος μεταδιδόμενων μηνυμάτων στο δίκτυο σε σχέση με τον TDP, διότι καταφέρνει να μειώσει αρκετά τον αριθμό των προωθήσεων. Επίσης σε πυκνά δίκτυα ο HDP μεταδίδει μικρότερο συνολικό μέγεθος μεταδιδόμενων μηνυμάτων σε σχέση με τον TDP. Η διαφορά στο συνολικό μέγεθος των πληροφοριών που μεταδίδουν στο δίκτυο οι αλγόριθμοι DP και HDP οφείλεται πάλι στην διαφορά μεγέθους των μηνυμάτων που μεταδίδουν οι κόμβοι όταν εκτελούν τους αλγόριθμους αυτούς. Όπως αναφέρθηκε και προηγούμενα η διαφορά αυτή δεν αποτελεί στοιχείο αναποτελεσματικότητας του HDP, διότι το μέγεθος του μηνύματος επηρεάζει ελάχιστα την απόδοση του. Άρα οι προτεινόμενοι αλγόριθμοι καταφέρνουν να εξισορροπήσουν την αύξηση του μεγέθους του μηνύματος με την μείωση του ποσοστού των προωθήσεων, ώστε τελικά μεταφέρουν στο δίκτυο αποδεκτό συνολικό μέγεθος μεταδιδόμενων μηνυμάτων. Το γεγονός αυτό φαίνεται ιδιαίτερα στην μείωση του συνολικού μεγέθους μεταδιδόμενων μηνυμάτων που πετυχαίνει ο H2DP σε σχέση με τον TDP.

Όσο αφορά την καθυστέρηση για την παράδοση ενός μηνύματος, αυτή παρουσιάζει μείωση με την αύξηση του αριθμού των κόμβων. Η μείωση αυτή οφείλεται στο γεγονός ότι σε πυκνά δίκτυα είναι πολύ πιθανή η δημιουργία συντομότερων μονοπατιών, μέσω των οποίων παραδίδονται τα μηνύματα στους κόμβους. Σε αραιά δίκτυα οι αλγόριθμοι έχουν την ίδια

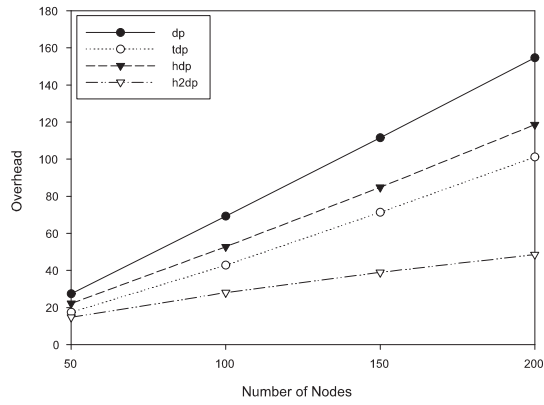
καθυστέρηση διότι δεν υπάρχουν πολλές εναλλακτικές διαδρομές. Όσο όμως αυξάνεται ο αριθμός των κόμβων οι αλγόριθμοι TDP και H2DP παρουσιάζουν μια μικρή επιπλέον καθυστέρηση σε σχέση με τους DP και HDP. Η διαφορά αυτή οφείλεται σε απώλειες μηνυμάτων που εμποδίζουν την παράδοση μηνυμάτων που ακολουθούν σύντομα μονοπάτια. Το πείραμα αυτό αποδεικνύει πάλι ότι τα διαφορετικά μεγέθη μηνυμάτων δεν επηρεάζουν την χρονική καθυστέρηση της παράδοσής τους.

Τέλος στην γραφική παράσταση που αναφέρεται στον αριθμό των διπλότυπων μηνυμάτων που λαμβάνει ένας κόμβος φαίνεται πάλι η βελτίωση στην απόδοση που παρουσιάζουν οι αλγόριθμοι HDP και H2DP, διότι μειώνουν τις λήψεις διπλότυπων σε σχέση με τους DP και TDP αντίστοιχα. Ειδικότερα όταν στο δίκτυο υπάρχουν 200 κόμβοι ο HDP μειώνει τις λήψεις διπλότυπων κατά 25% σε σχέση με το DP. Ο H2DP μειώνει τις λήψεις διπλότυπων κατά 53.5% σε σχέση με τον αλγόριθμο TDP. Όσο αυξάνεται το πλήθος των κόμβων αυξάνει και ο αριθμός των διπλότυπων, διότι λόγω των περισσότερων εναλλακτικών διαδρομών μέσω των οποίων ένα μήνυμα μπορεί να φτάσει σε έναν κόμβο.

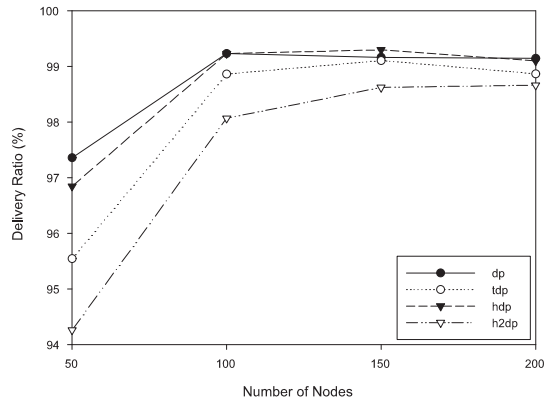
Το συμπέρασμα που προκύπτει από το παρόν πείραμα είναι η μείωση στο ποσοστό των προωθήσεων μηνυμάτων που πετυχαίνουν οι προτεινόμενοι αλγόριθμοι, σε συνδυασμό με τα υψηλά ποσοστά παράδοσης μηνυμάτων. Όσο αυξάνεται η πυκνότητα των κόμβων του δικτύου τόσο περισσότερο φαίνεται η βελτίωση που φέρνουν οι αλγόριθμοι HDP και H2DP. Τέλος, ο H2DP παρουσιάζεται ως ο καταλληλότερος αλγόριθμος για πυκνά δίκτυα.

Μέρος Πρώτο, Πείραμα 2: Μεταβαλλόμενος Αριθμός Κόμβων σε δίκτυο χαμηλής κινητικότητας

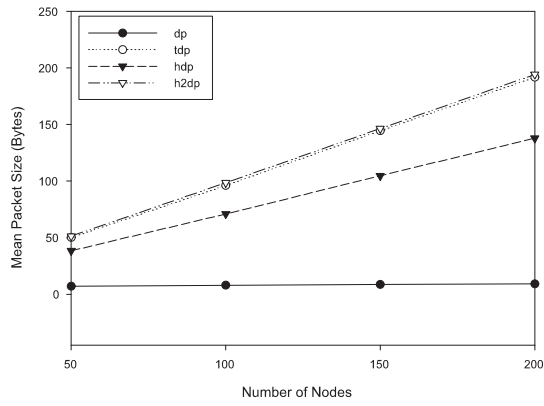
Στο Σχήμα 4.8 φαίνονται οι γραφικές παραστάσεις του πειράματος στο οποίο μεταβάλλεται πάλι ο αριθμός των κόμβων του δικτύου. Αυτή την φορά όμως οι κόμβοι δεν κινούνται με μέγιστη ταχύτητα 20m/sec αλλά με 5m/sec. Το προηγούμενο πείραμα έδειξε ότι σε κάθε περίπτωση οι αλγόριθμοι H2DP και TDP, καταφέρνουν να μειώσουν τον αριθμό των πλεονάζοντων προωθήσεων σε σχέση με τους HDP και DP. Όμως λόγω της υψηλής κινητικότητας του δικτύου οι H2DP και TDP δεν πετύχαιναν υψηλά ποσοστά παράδοσης των μηνυμάτων παρόμοια με τους HDP και DP. Για τον λόγο αυτό το παρόν πείραμα έχει ως στόχο την αξιολόγηση της συμπεριφοράς και ιδιαίτερα της ικανότητας παράδοσης μηνυμάτων των αλγόριθμων H2DP και TDP σε χαμηλή κινητικότητα κόμβων· συνθήκες για τις οποίες έχουν σχεδιαστεί άλλωστε. Οι γραφικές παραστάσεις όλων των μετρικών αξιολόγησης είναι ποιοτικά ίδιες με αυτές του προηγούμενου πειράματος. Από την γραφική παράσταση του αριθμού προωθήσεων των μηνυμάτων φαίνεται η αυξημένη ικανότητα του H2DP να περιορίζει τις πλεονάζουσες προωθήσεις σε ποσοστά που κυμαίνονται από 13% μέχρι 49%. Η αξιοπιστία των δύο αλγόριθμων σε συνθήκες χαμηλής κινητικότητας είναι πάνω από 99% εκτός από την περίπτωση των 50 κόμβων που είναι κοντά στο 98%. Η μέγιστη διαφορά αξιοπιστίας των αλγόριθμων είναι μόλις 0.26%, δηλαδή εντός των ορίων του στατιστικού σφάλματος, ενώ στο πείραμα όπου στο δίκτυο υπήρχαν 200 κόμβοι ο H2DP



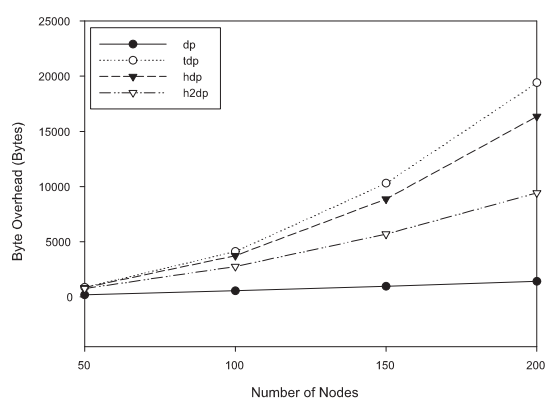
(a)



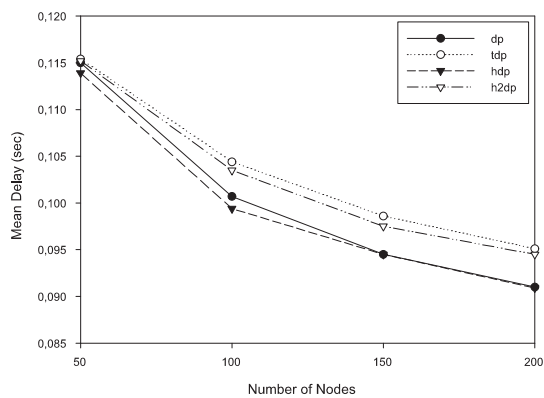
(b)



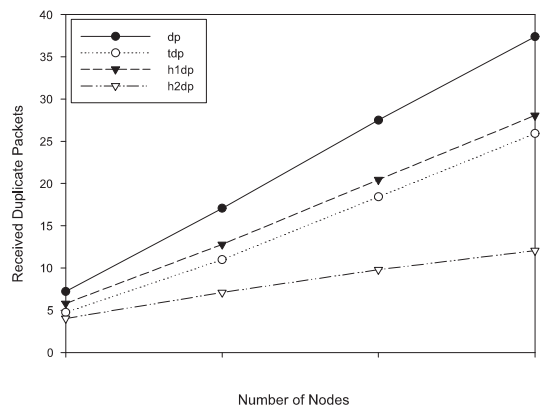
(c)



(d)



(e)



(f)

Σχήμα 4.7: Μέρος 1, Πείραμα 2: Απόδοση των αλγόριθμων σαν συνάρτηση του αριθμού των κόμβων σε δίκτυο $1000 \times 1000 m^2$ με μέγιστη ταχύτητα $s = 20 m/sec$

εμφανίζει καλύτερη αξιοπιστία σε σχέση με τον TDP. Τα αποτελέσματα αυτά δείχνουν ότι οι δύο αλγόριθμοι έχουν πρακτικά την ίδια αξιοπιστία σε συνθήκες χαμηλής κινητικότητας.

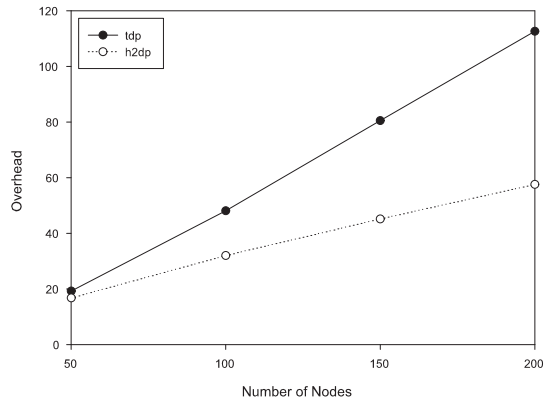
Το μέγεθος των μηνυμάτων που παράγουν δύο αλγόριθμοι είναι σχεδόν το ίδιο και αυξάνεται με την αύξηση του πλήθους των κόμβων, ενώ το συνολικό μέγεθος μεταδιδόμενων μηνυμάτων κατά την εκτέλεση του H2DP είναι μέχρι και 47% μικρότερο σε σχέση με τον TDP· κυρίως λόγω του αρκετά μικρού αριθμού των προωθήσεων. Η μέση καθυστέρηση των δύο αλγόριθμων είναι πρακτικά ίδια με μια μικρή διαφοροποίηση όταν στο δίκτυο υπάρχουν 200 κόμβοι, όπου ο H2DP έχει ελαφρά μικρότερη καθυστέρηση καθώς οι διαφορές στις συνθήκες φόρτισης του δικτύου γίνονται πλέον σημαντικές. Ο αριθμός των διπλότυπων που παραδόθηκαν στον H2DP είναι μειωμένος από 13.2% μέχρι 45.5% σε σχέση με τον TDP, λόγω της μείωσης των περιττών προωθήσεων.

Η μελέτη του πειράματος αυτού οδηγεί στο συμπέρασμα ότι ο αλγόριθμος H2DP λόγω της εκμετάλλευσης του ιστορικού του μηνύματος πετυχαίνει αποδοτικότερη εκτέλεση της εκπομπής σε σχέση με τον TDP σε δίκτυα με χαμηλή κινητικότητα. Ο H2DP μειώνει τις πλεονάζουσες προωθήσεις και τις λήψεις διπλότυπων, πετυχαίνοντας πρακτικά το ίδιο ποσοστό παράδοσης των μηνυμάτων και μέση καθυστέρηση παράδοσης σε σχέση με τον TDP. Παράλληλα παρουσιάζει μικρότερο συνολικό μέγεθος μεταδιδόμενων μηνυμάτων συνεισφέροντας σε πιο αποδοτική λειτουργία του δικτύου.

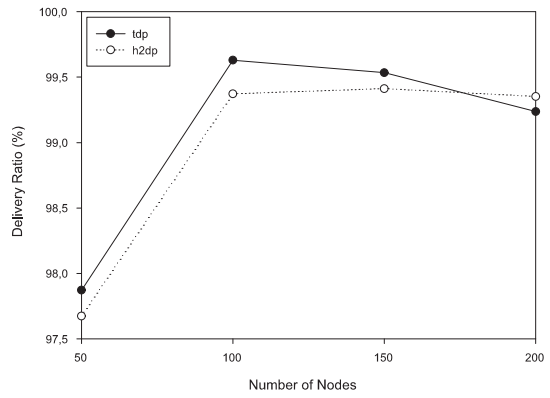
Μέρος Πρώτο, Πείραμα 3: Μεταβαλλόμενη Ακτίνα Επικοινωνίας Κόμβων

Τα αποτελέσματα του πειράματος που αφορά την μεταβολή της ακτίνας επικοινωνίας των κόμβων εμφανίζονται στο Σχήμα 4.9. Όπως δείχνει η γραφική παράσταση του αριθμού των προωθήσεων, η αύξηση της ακτίνας των κόμβων από 150m σε 200m συνοδεύεται από την αύξηση του αριθμού των προωθήσεων. Αυτό συμβαίνει διότι αυξάνεται ο αριθμός των κόμβων που ανήκουν στις γειτονιές δύο αλμάτων των κόμβων με αποτέλεσμα την αύξηση των πλεονάζοντων προωθήσεων. Όταν οι κόμβοι έχουν ακτίνα 250m όλοι οι αλγόριθμοι εκτός από τον DP μειώνουν τον αριθμό των προωθήσεων, διότι στην περίπτωση αυτή ένα μήνυμα μπορεί να φτάσει σε όλους τους κόμβους του δικτύου με λιγότερα άλματα. Ο αλγόριθμος DP δεν εκμεταλλεύεται πολύ καλά τις πληροφορίες της γειτονιάς και έτσι δεν μπορεί να μειώσει τις πλεονάζουσες προωθήσεις. Ο HDP παρουσιάζει πάλι λιγότερες προωθήσεις σε σχέση με τον DP μέχρι 23%. Ο H2DP καταφέρνει μείωση στις προωθήσεις μέχρι 59.6% σε σχέση με τον DP και μέχρι 35% σε σχέση με τον TDP. Η διαφορά που υπάρχει στον αριθμό των προωθήσεων, μεταξύ των προτεινόμενων αλγόριθμων και των ήδη υπάρχοντων, οφείλεται στην κατασκευή μικρότερων συνόλων προώθησης που επιτυγχάνουν οι HDP και H2DP λόγω της χρήσης του ιστορικού. Οι πληροφορίες που αφορούν την διαδρομή του μηνύματος μπορούν να χρησιμοποιηθούν ώστε να μειωθούν οι πλεονάζουσες προωθήσεις, ανεξάρτητα της ακτίνας επικοινωνίας των κόμβων.

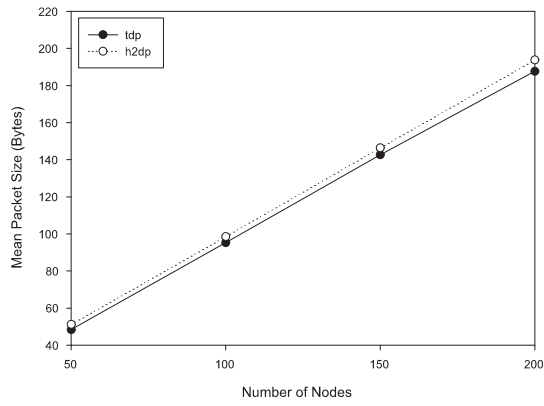
Σχετικά με την αξιοπιστία των αλγόριθμων, αυτή αυξάνεται με την αύξηση της ακτίνας εμβέλειας. Το γεγονός αυτό ήταν αναμενόμενο διότι κάθε μετάδοση μηνύματος παραδίδεται



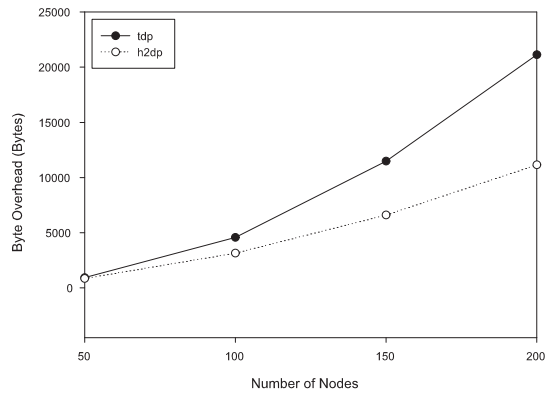
(a)



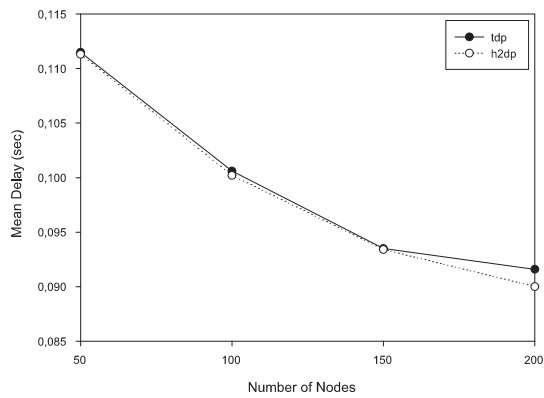
(b)



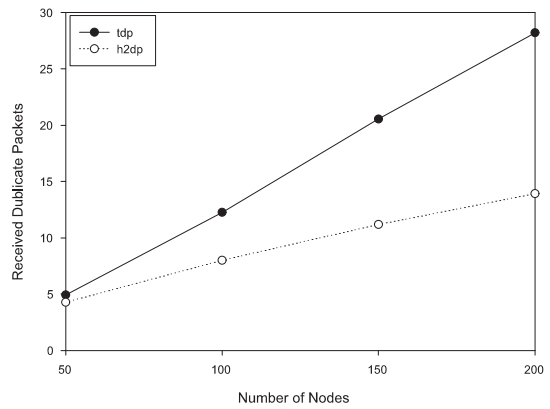
(c)



(d)



(e)



(f)

Σχήμα 4.8: Μέρος 1, Πείραμα 2: Απόδοση των αλγόριθμων σαν συνάρτηση του αριθμού των κόμβων σε δίκτυο $1000 \times 1000 m^2$ με μέγιστη ταχύτητα $s = 5m/sec$

σε μεγαλύτερο ποσοστό κόμβων. Συνεπώς τα διπλότυπα μηνυμάτων που λαμβάνει ένας κόμβος αυξάνονται και επομένως η πιθανότητα επιτυχούς παράδοσης μεγαλώνει. Παρατηρείται ότι το ποσοστό των κόμβων που λαμβάνουν το μήνυμα όταν η ακτίνα είναι 150m είναι μικρότερο του 90%, διότι υπάρχει μεγάλη πιθανότητα ένας κόμβος να έχει μικρή συνδεσιμότητα (δηλαδή μικρό αριθμό γειτόνων). Το γεγονός αυτό σε συνδυασμό με την υψηλή κινητικότητα των κόμβων (υπενθυμίζεται ότι οι κόμβοι κινούνται με μέγιστη ταχύτητα τα 20m/sec), οδηγεί σε αύξηση της πιθανότητας ένας κόμβος να μην παραλάβει το μήνυμα. Είναι σημαντικό να αναφερθεί ότι όταν οι κόμβοι έχουν μικρή ακτίνα επικοινωνίας, τότε απαιτούνται σχετικά πολλά άλματα ώστε να φτάσει ένα μήνυμα στους κόμβους που βρίσκονται στα άκρα του δικτύου. Η ανάγκη για πολλά άλματα μειώνει ακόμη περισσότερο την πιθανότητα λήψης του μηνύματος για τους κόμβους που κινούνται στα άκρα του δικτύου. Παρόλα αυτά Ο HDP εμφανίζει ίδια αξιοπιστία σε σχέση με τον DP και ο H2DP έχει 3.4% μικρότερο ποσοστό παράδοσης σε σχέση με τον TDP. Η ύπαρξη μικρής ακτίνας επικοινωνίας σε συνδυασμό με την υψηλή κινητικότητα επηρεάζει περισσότερο τους H2DP και TDP, διότι δεν έχουν σχεδιαστεί για να λειτουργούν σε συνθήκες μεγάλης κινητικότητας. Συγκεκριμένα οι συνθήκες του δικτύου οδηγούν τον H2DP σε κατασκευή μερικώς λανθασμένου ιστορικού κατά την εκτέλεση της εκπομπής. Αυτό δύναται να συμβαίνει διότι ένας κόμβος προσθέτει στο ιστορικό ενός μηνύματος αναγνωριστικά των γειτόνων δύο αλμάτων, για τους οποίους φιλοδοξεί ότι θα παραλάβουν το μήνυμα, όμως λόγω της υψηλής κινητικότητας η υπόθεση αυτή δεν ισχύει. Έτσι λόγω των πολλών αλμάτων που χρειάζεται να κάνει το μήνυμα, οι περισσότεροι ενδιαμέσοι κόμβοι που χρειάζεται να το προωθήσουν, επεξεργάζονται τις μερικώς λανθασμένες πληροφορίες του ιστορικού, με αποτέλεσμα την αδυναμία των ενδιαμέσων κόμβων να κατασκευάσουν σωστά σύνολα προώθησης. Έτσι υπάρχει μείωση της ικανότητας του αλγόριθμου να παραδώσει τα μηνύματα στους κόμβους. Αντίθετα στον TDP η κατασκευή ενός λανθασμένου συνόλου προώθησης δεν διατηρείται σε όλη την διαδρομή ενός μηνύματος στο δίκτυο. Έτσι ο TDP δύναται να παραδίδει το μήνυμα σε περισσότερους κόμβους σε σχέση με τον H2DP. Αντίθετα η υπόθεση του HDP, ότι δηλαδή μια μετάδοση μηνύματος συνοδεύεται από την παραλαβή του από όλους τους γείτονες, ισχύει και οδηγεί σε κατασκευή ιστορικού το οποίο ανταποκρίνεται στην πραγματική εκτέλεση της εκπομπής. Έτσι ο αλγόριθμος HDP δύναται να κατασκευάζει σωστά σύνολα προώθησης και να παραδίδει το μήνυμα σε υψηλό ποσοστό κόμβων, πρακτικά ίδιο με του DP.

Σχετικά με το μέσο μέγεθος μηνύματος, ο H2DP κατασκευάζει μεγαλύτερο μήνυμα σε σχέση με τον TDP. Αυτό συμβαίνει διότι η διαδρομή ενός μηνύματος, περιλαμβάνει πολλά άλματα και επομένως το ιστορικό του μηνύματος αυξάνεται σημαντικά. Αντίθετα όταν η ακτίνα των κόμβων είναι σχετικά μεγάλη τότε αρκούν λιγότερα άλματα μέχρι να λάβει το μήνυμα ακόμη και ο πιο απομακρυσμένος κόμβος. Έτσι στην περίπτωση αυτή, το ιστορικό του μηνύματος είναι σχετικά μικρό και επομένως το μέσο μέγεθος μηνύματος είναι περίπου το ίδιο για H2DP και TDP. Τα αποτελέσματα δείχνουν ότι με την αύξηση της ακτίνας αυξάνεται και το μέγεθος του μηνύματος για όλους τους αλγόριθμους εκτός του DP. Αυτό συμβαίνει διότι το μέγεθος του μηνύματος που μεταδίδει ο DP δεν εξαρτάται από τον αριθμό

των κόμβων που ανήκουν στην γειτονιά ενός ή δύο αλμάτων. Το μηνύματα που παράγει ο HDP όταν οι κόμβοι έχουν μικρή ακτίνα επικοινωνίας έχουν σχεδόν το ίδιο μέγεθος με αυτά που κατασκευάζει ο TDP. Η αιτία για αυτό το γεγονός είναι πάλι τα πολλά άλματα που περιλαμβάνει η διαδρομή των μηνυμάτων. Όταν όμως η ακτίνα επικοινωνίας έχει μεγάλες τιμές τότε ο HDP μεταδίδει μηνύματα μικρότερου μεγέθους σε σχέση με τον TDP.

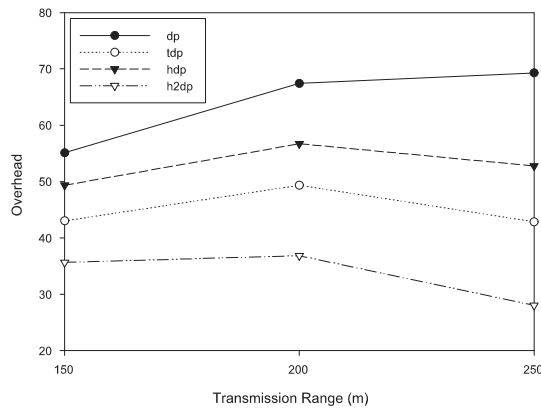
Η διαφορά στο μέγεθος των μηνυμάτων επηρεάζει το συνολικό μέγεθος μεταδιδόμενων μηνυμάτων των αλγόριθμων TDP, HDP και H2DP. Για μικρές τιμές της ακτίνας ο TDP μεταδίδει λιγότερο συνολικό μέγεθος μεταδιδόμενων μηνυμάτων σε σχέση με τους HDP και H2DP. Όταν όμως η ακτίνα μεγαλώνει, οι πλεονάζουσες προωθήσεις σε συνδυασμό με το μέγεθος του μηνύματος που κατασκευάζει ο TDP, έχουν ως αποτέλεσμα την μετάδοση μεγαλύτερου συνολικού μεγέθους μεταδιδόμενων μηνυμάτων σε σχέση με τους HDP και H2DP. Να σημειωθεί ότι ο H2DP μεταδίδει λιγότερες πληροφορίες σε σχέση με τον HDP ακόμα και όταν οι κόμβοι έχουν ακτίνα εμβέλειας 200m. Ο αλγόριθμος DP παρουσιάζει το μικρότερο συνολικό μέγεθος μεταδιδόμενων μηνυμάτων διότι τα μηνύματα που μεταδίδει περιέχουν μόνο τα σύνολα προώθησης, χωρίς κάποιο πρόσθετο είδος πληροφορίας. Για τον λόγο αυτό άλλωστε η εκτέλεση του DP προκαλεί τις περισσότερες πλεονάζουσες προωθήσεις.

Η μέση καθυστέρηση για την παράδοση ενός μηνύματος είναι πρακτικά ίδια για όλους τους αλγόριθμους και μειώνεται με την αύξηση της ακτίνας. Η μείωση είναι αναμενόμενη διότι όταν οι κόμβοι έχουν μεγάλη ακτίνα, τα μηνύματα παραδίδονται στους κόμβους με λιγότερες αναμεταδώσεις. Τέλος ο αριθμός των διπλότυπων που λαμβάνει κάθε κόμβος εξαρτάται από τις προωθήσεις των μηνυμάτων. Έτσι στον H2DP παραδίδονται τα λιγότερα διπλότυπα και οι κόμβοι στον HDP λαμβάνουν λιγότερα διπλότυπα σε σχέση με τον DP.

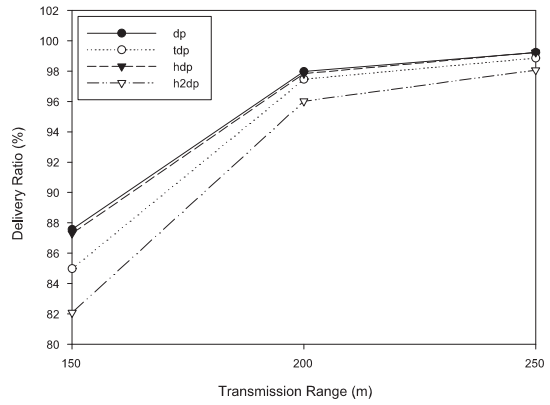
Το πείραμα αυτό οδηγεί σε χρήσιμα συμπεράσματα. Οι αλγόριθμοι που χρησιμοποιούν το ιστορικό καταφέρνουν να μειώνουν τις πλεονάζουσες προωθήσεις μηνυμάτων, σε σχέση με τους ήδη υπάρχοντες, ανεξάρτητα με την ακτίνα επικοινωνίας των κόμβων. Η αξιοπιστία των αλγόριθμων εκπομπής μειώνεται όταν οι κόμβοι έχουν σχετικά μικρή ακτίνα διότι αυξάνεται η πιθανότητα απώλειας μηνυμάτων. Παρόλα αυτά ο αλγόριθμος HDP έχει την ίδια αξιοπιστία σε σχέση με τον DP, ενώ οι H2DP και TDP λόγω της αυξημένης κινητικότητας παρουσιάζουν μειωμένα ποσοστά παράδοσης μηνυμάτων. Όταν απαιτούνται αρκετά άλματα για την παράδοση των μηνυμάτων, οι αλγόριθμοι που χρησιμοποιούν το ιστορικό κατασκευάζουν σχετικά μεγάλα μηνύματα γεγονός που δεν αυξάνει σημαντικά το συνολικό μέγεθος μεταδιδόμενων μηνυμάτων, λόγω του χαμηλού αριθμού προώθησης μηνυμάτων.

Μέρος Πρώτο, Πείραμα 3: Μεταβαλλόμενη Ακτίνα Επικοινωνίας Κόμβων σε δίκτυο χαμηλής κινητικότητας

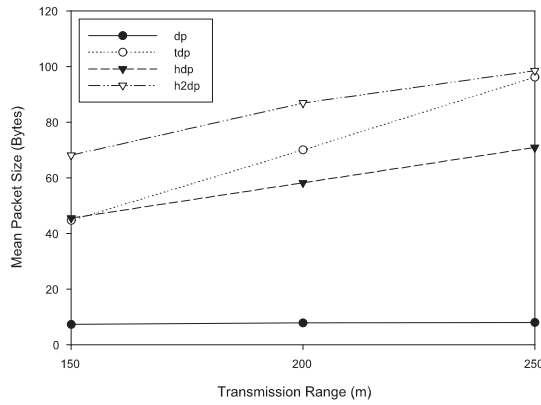
Στις γραφικές παραστάσεις του σχήματος 4.10 φαίνονται τα αποτελέσματα του πειράματος μεταβολής της ακτίνας εμβέλειας, στην περίπτωση όπου οι κόμβοι κινούνται με μέγιστη ταχύτητα 5m/sec. Πάλι οι συγκρινόμενοι αλγόριθμοι είναι μόνο οι H2DP και TDP, διότι ο



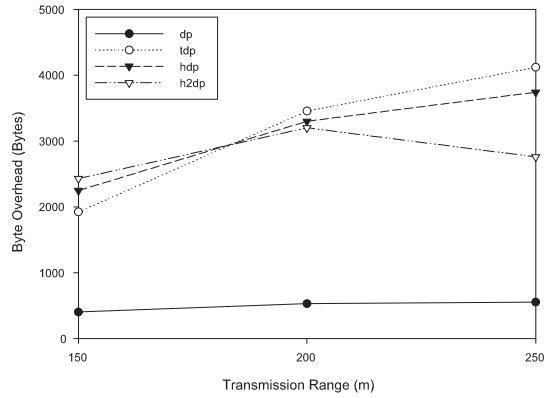
(a)



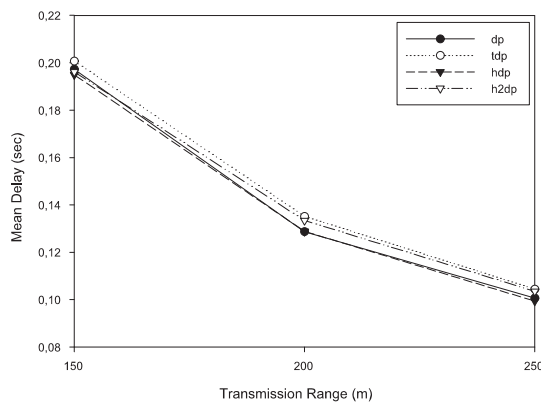
(b)



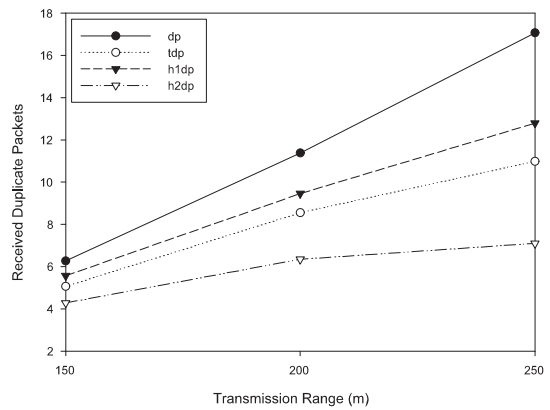
(c)



(d)



(e)



(f)

Σχήμα 4.9: Μέρος 1, Πείραμα 3: Απόδοση των αλγόριθμων σαν συνάρτηση της ακτίνας επικοινωνίας ενός κόμβου σε δίκτυο $1000 \times 1000 m^2$ με μέγιστη ταχύτητα $20 m/sec$

στόχος του πειράματος είναι η αξιολόγηση της ικανότητας των αλγόριθμων στην παράδοση των μηνυμάτων στους κόμβους του δικτύου. Η συμπεριφορά των αλγόριθμων στην αλλαγή της ακτίνας είναι παρόμοια με του προηγούμενου πειράματος. Ο αριθμός των προωθήσεων των μηνυμάτων στον H2DP είναι πάλι μικρότερος σε σχέση με τον αλγόριθμο TDP, ανεξάρτητα από την ακτίνα εμβέλειας, λόγω της εκμετάλλευσης του ιστορικού και κατασκευής μικρότερων συνόλων προώθησης. Ιδιαίτερα όταν η ακτίνα είναι ίση με 250m, η διαφορά των δύο αλγόριθμων αγγίζει το 33.5%. Η αξιοπιστία των δύο αλγόριθμων σε χαμηλή κινητικότητα είναι αυξημένη σε σχέση με το προηγούμενο πείραμα, με εξαίρεση την περίπτωση όπου η ακτίνα έχει την τιμή 150m, όπου μόνο 89% των κόμβων του δικτύου καταφέρνουν να λάβουν το μήνυμα. Στην περίπτωση όπου η ακτίνα έχει τις τιμές 200m και 250m το ποσοστό είναι πάνω από 98% και για τους δύο αλγόριθμους. Ο TDP πετυχαίνει στην καλύτερη περίπτωση μόλις 0.5% καλύτερο ποσοστό παράδοσης των μηνυμάτων σε σχέση με τον H2DP. Η αύξηση στο ποσοστό παράδοσης των μηνυμάτων σε σχέση με το προηγούμενο πείραμα, είναι αποτέλεσμα της χαμηλής κινητικότητας των κόμβων. Όταν οι κόμβοι κινούνται με χαμηλές ταχύτητες, οι πληροφορίες που ο TDP ενσωματώνει στο μήνυμα μπορούν να χρησιμοποιηθούν ώστε να μειωθούν οι πλεονάζουσες προωθήσεις, χωρίς να μειωθεί το ποσοστό παράδοσης των μηνυμάτων. Επίσης το ιστορικό που κατασκευάζει ο αλγόριθμος H2DP περιέχει κόμβους, οι οποίοι λόγω των μη συχνών αλλαγών της γειτονιάς δύο αλμάτων, έχουν πλέον αυξημένες πιθανότητες να λάβουν το μήνυμα. Έτσι οι κόμβοι μπορούν να κατασκευάσουν σύνολα προώθησης, τα οποία έχουν ως αποτέλεσμα την παράδοση των μηνυμάτων σε μεγαλύτερο ποσοστό κόμβων.

Όσο αφορά το μέγεθος του μηνύματος, όταν οι κόμβοι του δικτύου έχουν μικρή ακτίνα ο αλγόριθμος H2DP μεταδίδει μηνύματα μεγαλύτερου μεγέθους σε σχέση με τον TDP για τους ίδιους λόγους που περιγράφηκαν στην περιγραφή του προηγούμενου πειράματος. Με την αύξηση της ακτίνας οι δύο αλγόριθμοι μεταδίδουν μηνύματα ίδιου μεγέθους. Λόγω της διαφοράς στα μεγέθη των μηνυμάτων ο H2DP μεταδίδει μεγαλύτερο συνολικό μέγεθος μεταδιδόμενων μηνυμάτων μέσω του δικτύου όταν οι κόμβοι έχουν μικρή ακτίνα εμβέλειας. Όπως φαίνεται και στην σχετική γραφική παράσταση, όταν η ακτίνα έχει τιμή 200m οι δύο αλγόριθμοι μεταφέρουν το ίδιο συνολικό μέγεθος μεταδιδόμενων μηνυμάτων, ενώ σε ακτίνα 250m ο αλγόριθμος H2DP μεταφέρει μικρότερο συνολικό μέγεθος μεταδιδόμενων μηνυμάτων. Αυτό γιατί τα μηνύματα που μεταφέρουν οι κόμβοι που εκτελούν τους δύο αλγόριθμους έχουν το ίδιο μέγεθος και συγχρόνως ο H2DP παρουσιάζει μικρότερο αριθμό προωθήσεων. Οι δύο αλγόριθμοι πετυχαίνουν ίδια καθυστέρηση στην παράδοση των μηνυμάτων η οποία μειώνεται με την αύξηση της ακτίνας, διότι ένα μήνυμα δύναται να παραδίδεται σε περισσότερους κόμβους του δικτύου με λιγότερες προωθήσεις. Ο H2DP ανεξάρτητα με την ακτίνα της εμβέλειας των κόμβων παραδίδει λιγότερα διπλότυπα σε σχέση με τον TDP.

Το παρόν πείραμα οδηγεί στο συμπέρασμα ότι ο αλγόριθμος H2DP είναι αποδοτικότερος σε σχέση με τον TDP σε συνθήκες χαμηλής κινητικότητας κόμβων. Πετυχαίνει μείωση στον αριθμό των πλεοναζόντων προωθήσεων, ενώ ταυτόχρονα έχει πρακτικά το ίδιο ποσοστό επιτυχών παραδόσεων μηνυμάτων. Η εκτέλεση του H2DP σε δίκτυα όπου απαιτούνται

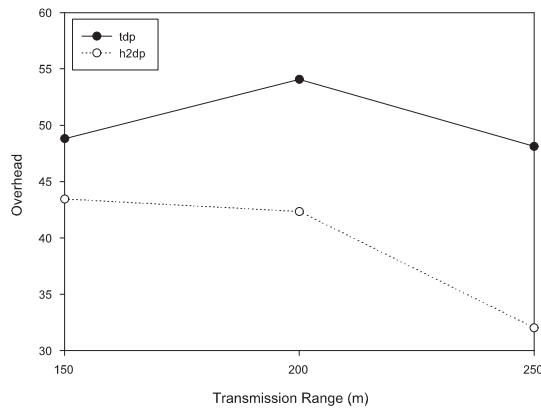
αρκετά άλματα έχει ως αποτέλεσμα την κατασκευή μηνυμάτων μεγαλύτερου μεγέθους σε σχέση με τον TDP, γεγονός που οδηγεί στην τελική μετάδοση μεγαλύτερου συνολικού μεγέθους μεταδιδόμενων μηνυμάτων από το δίκτυο. Αντίθετα σε δίκτυα όπου τα μηνύματα μπορούν να παραδοθούν στους κόμβους πραγματοποιώντας σχετικά λίγα άλματα, οι δύο αλγόριθμοι μεταδίδουν μηνύματα ίδιου μεγέθους και ο H2DP εμφανίζει μικρότερο συνολικό μέγεθος μεταδιδόμενων μηνυμάτων.

Μέρος Πρώτο, Πείραμα 4: Μεταβαλλόμενος Ρυθμός Αποστολής Μηνυμάτων Ελέγχου

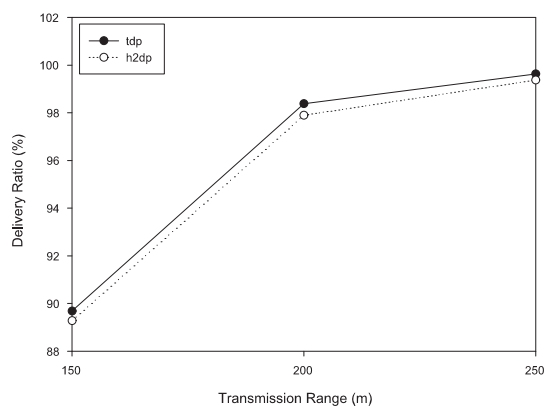
Οι γραφικές παραστάσεις του σχήματος 4.11 δείχνουν τα αποτελέσματα του πειράματος που αφορά στη μεταβολή του διαστήματος ανάμεσα σε δύο διαδοχικές μεταδόσεις μηνυμάτων ελέγχου. Η παράμετρος t_h παίρνει τιμές από το σύνολο $\{1, 2, 4\}$ δευτερόλεπτα. Όπως φαίνεται και στην σχετική γραφική παράσταση, ο αριθμός των προωθήσεων μειώνεται με την αύξηση του t_h . Η μείωση αυτή είναι αποτέλεσμα των λανθασμένων πληροφοριών που έχουν οι κόμβοι για την τοπολογία του δικτύου (μέγιστη ταχύτητα κίνησης είναι 20m/sec). Έτσι πολλές προωθήσεις μηνυμάτων δεν συνεχίζονται λόγω λανθασμένων αποφάσεων των αλγορίθμων. Ποσοτικά ο αλγόριθμος HDP καταφέρνει και πάλι να μειώνει τον αριθμό των προωθήσεων μέχρι και 26% σε σχέση με τον DP, ενώ ο H2DP καταφέρνει να τον μειώσει μέχρι 63% σε σχέση με τον DP και μέχρι 33% σε σχέση με τον TDP, λόγω της χρήσης των πληροφοριών που σχετίζονται με την διαδρομή του μηνύματος.

Η αξιοπιστία των αλγορίθμων μειώνεται με την αύξηση του t_h , όπως ήταν αναμενόμενο. Ο HDP και ο DP επηρεάζονται λιγότερο, όμως ο H2DP και ο TDP εμφανίζουν σημαντική μείωση στα ποσοστά παράδοσης των μηνυμάτων. Ωστόσο η μέγιστη διαφορά τους δεν ξεπερνά το 1.6%. Το πείραμα αυτό δείχνει ότι ο H2DP είναι περισσότερο ευαίσθητος στις λανθασμένες πληροφορίες γειτνίασης σε σχέση με τον TDP. Τα αποτελέσματα που αφορούν τους αλγόριθμους H2DP και TDP δεν μπορούν να θεωρηθούν ως τα πλέον αντιπροσωπευτικά για την αξιολόγησή τους, διότι οι κόμβοι του δικτύου κινούνται με μεγάλες ταχύτητες. Όσο αφορά τα μεγέθη των μηνυμάτων, πάλι ο DP δημιουργεί τα μικρότερα μηνύματα, ο HDP εμφανίζει αρκετά μεγαλύτερο μήνυμα σε σχέση με τον DP και οι αλγόριθμοι H2DP και TDP μεταδίδουν μηνύματα ίδιου μεγέθους διότι η σχετικά μεγάλη ακτίνα επικοινωνίας των κόμβων επιτρέπει την παράδοση των μηνυμάτων στους πιο απομακρυσμένους κόμβους, με την μεσολάβηση λίγων ενδιάμεσων αλμάτων.

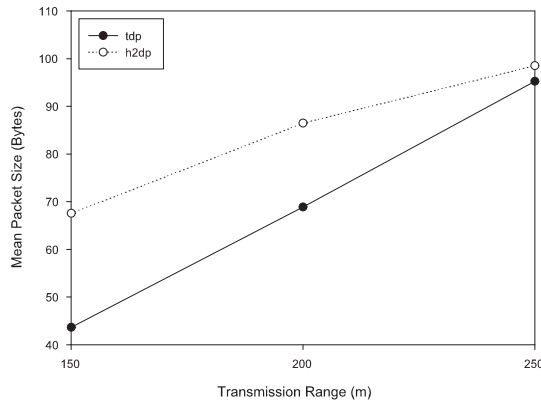
Ο DP παρουσιάζει το μικρότερο συνολικό μέγεθος μεταδιδόμενων μηνυμάτων στο δίκτυο και ο TDP το μεγαλύτερο. Ο H2DP παρουσιάζει κατά 33% μικρότερο συνολικό μέγεθος μεταδιδόμενων μηνυμάτων σε σχέση με τον TDP λόγω της μείωσης του αριθμού προωθήσεων των μηνυμάτων, ενώ ο HDP λόγω του μικρότερου μεγέθους του μηνύματος πετυχαίνει να μεταδίδει επίσης μικρότερο συνολικό μέγεθος μεταδιδόμενων μηνυμάτων σε σχέση με τον TDP. Με την αύξηση του t_h μειώνεται το συνολικό μέγεθος των δεδομένων κυρίως λόγω της μείωσης του αριθμού των προωθήσεων. Για τον ίδιο λόγο μειώνεται και ο αριθμός των διπλοτύπων που λαμβάνουν οι κόμβοι. Ο αλγόριθμος DP μεταδίδει περίπου 26%



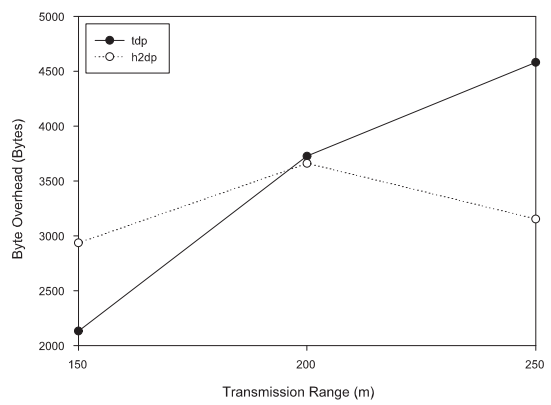
(a)



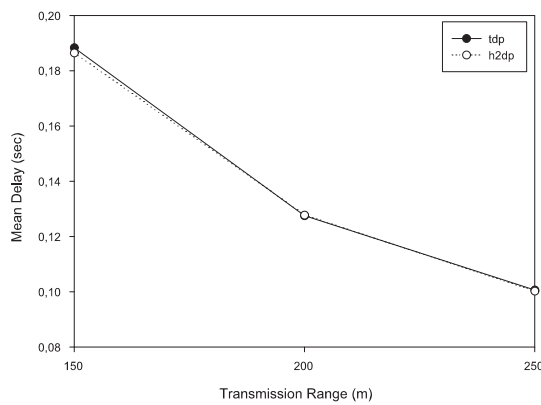
(b)



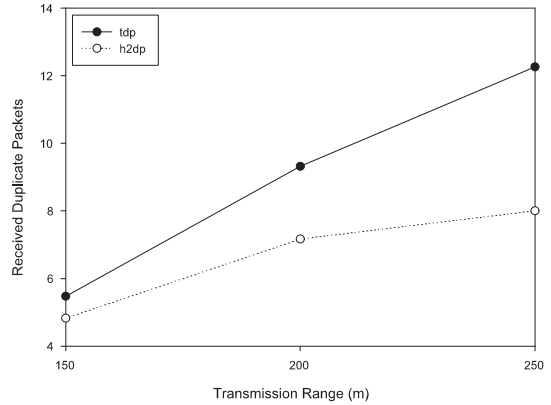
(c)



(d)



(e)



(f)

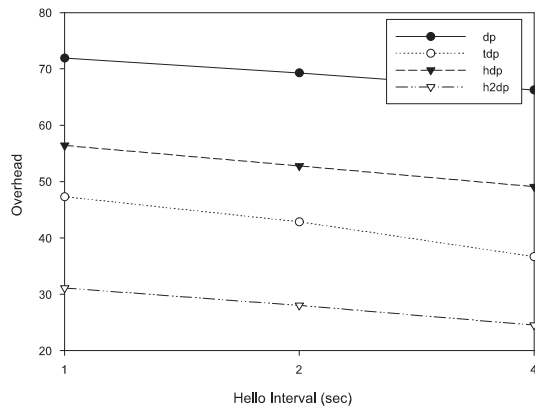
Σχήμα 4.10: Μέρος 1, Πείραμα 3: Απόδοση των αλγόριθμων σαν συνάρτηση της ακτίνας επικοινωνίας ενός κόμβου σε δίκτυο $1000 \times 1000 m^2$ με μέγιστη ταχύτητα $5m/sec$

περισσότερα διπλότυπα σε σχέση με τον HDP και ο TDP περίπου 35% περισσότερα διπλότυπα σε σχέση με τον H2DP. Η διαφορά αυτή οφείλεται στο γεγονός ότι οι αλγόριθμοι DP και TDP προκαλούν περισσότερες πλεονάζουσες προωθήσεις σε σχέση με τους HDP και H2DP αντίστοιχα. Η μέση καθυστέρηση για την παράδοση των μηνυμάτων αυξάνεται με την αύξηση του t_h . Οι λανθασμένες πληροφορίες που έχουν οι κόμβοι για την τοπολογία, μειώνει την συνολική απόδοση των αλγόριθμων και έτσι τα μηνύματα δεν φτάνουν στους κόμβους από τα πιο σύντομα μονοπάτια. Οι αλγόριθμοι DP και HDP χάρη στις περισσότερες προωθήσεις μηνυμάτων εμφανίζουν μικρότερη καθυστέρηση σε σχέση με τους H2DP και TDP καθώς υπάρχει μεγαλύτερη πιθανότητα ένα μήνυμα να φτάσει σε ένα κόμβο μέσω της συντομότερης διαδρομής. Οι TDP και DP εμφανίζουν οριακά μεγαλύτερη καθυστέρηση σε σχέση με τους H2DP και HDP αντίστοιχα. Η μικρή αυτή διαφορά οφείλεται στην μικρότερο ανταγωνισμό που υπάρχει για το κοινό μέσο όταν μειώνεται ο αριθμός των προωθήσεων των μηνυμάτων.

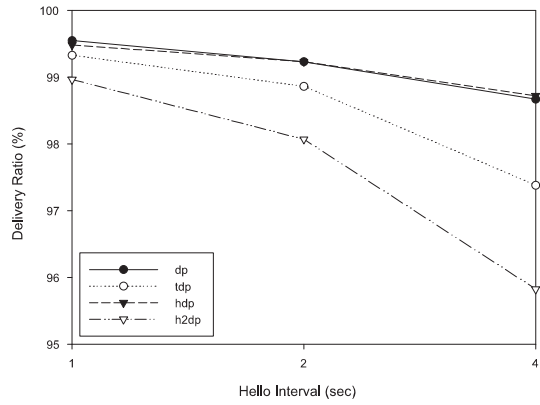
Στο πείραμα αυτό φαίνεται για μια φορά ακόμη ότι η χρήση του ιστορικού στα εκπεμπόμενα μηνύματα έχει ως αποτέλεσμα την μείωση των πλεοναζόντων προωθήσεων σε συνδυασμό με την υψηλή παράδοση των μηνυμάτων ανεξαρτήτως του ρυθμού ανανέωσης των πληροφοριών γειτνίασης. Οι αλγόριθμοι H2DP και TDP φαίνονται περισσότερο ευαίσθητοι στις λανθασμένες πληροφορίες της τοπολογίας κυρίως λόγω της υψηλής κινητικότητας των κόμβων.

Μέρος Πρώτο, Πείραμα 4: Μεταβαλλόμενος Ρυθμός Αποστολής Μηνυμάτων Ελέγχου σε δίκτυο χαμηλής κινητικότητας

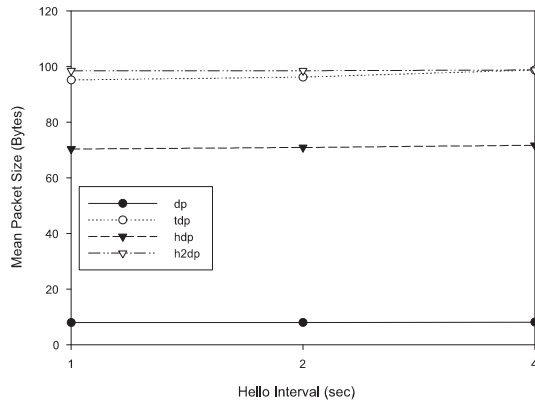
Τέλος, στο Σχήμα 4.12 παρουσιάζονται τα αποτελέσματα ενός πειράματος όπου πάλι η παράμετρος t_h μεταβάλλεται παίρνοντας τιμές από το σύνολο $\{1, 2, 4\}$ δευτερόλεπτα. Ωστόσο στο παρόν πείραμα η μέγιστη ταχύτητα των κόμβων είναι $5m/sec$. Στο πείραμα αυτό συγχρίνονται μόνο οι αλγόριθμοι H2DP και TDP γιατί οι συνθήκες δικτύου είναι κατάλληλες για την λειτουργία των συγκεκριμένων αλγόριθμων. Οι γραφικές παραστάσεις δείχνουν την ίδια τάση όπως και στο πείραμα που παρουσιάστηκε προηγουμένως. Ο H2DP πάλι καταφέρνει να μειώσει κατά 33% τις προωθήσεις σε σχέση με τον TDP, λόγω της εκμετάλλευσης του ιστορικού του μηνύματος. Οι λανθασμένες πληροφορίες της τοπολογίας που έχουν οι κόμβοι επηρεάζουν ελαφρώς περισσότερο τον H2DP. Αυτό συμβαίνει διότι οι λανθασμένες πληροφορίες της γειτονιάς δύο αλμάτων έχουν ως αποτέλεσμα την κατασκευή μερικώς λανθασμένου ιστορικού. Έτσι οι κόμβοι που εκτελούν τον H2DP δεν είναι σε θέση να κατασκευάσουν τα σύνολα προώθησης που χρειάζονται ώστε να επιτευχθεί ποσοστό παραδόσεων αντίστοιχο με αυτό του TDP. Αυτή την φορά όμως το μικρότερο ποσοστό κόμβων που λαμβάνουν το μήνυμα στον H2DP είναι 98.8%, μόλις 0.6% λιγότερο σε σχέση με τον TDP. Έτσι ο H2DP εμφανίζει καλύτερη απόδοση σε σχέση με τον TDP, διότι μειώνει αρκετά τον αριθμό των πλεοναζόντων προωθήσεων των μηνυμάτων και ταυτόχρονα το ποσοστό παράδοσης μηνυμάτων δεν διαφέρει σημαντικά από το αντίστοιχο του TDP.



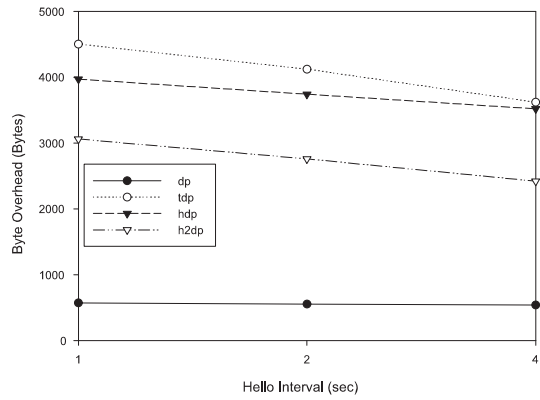
(a)



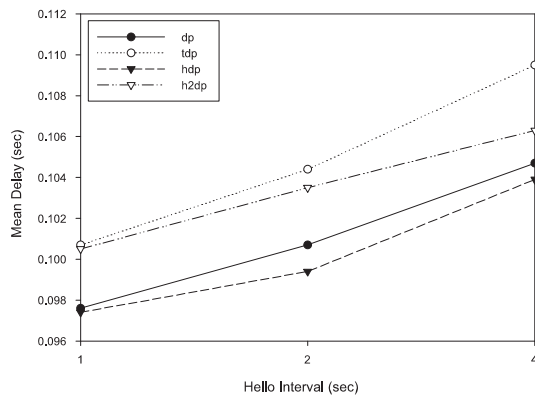
(b)



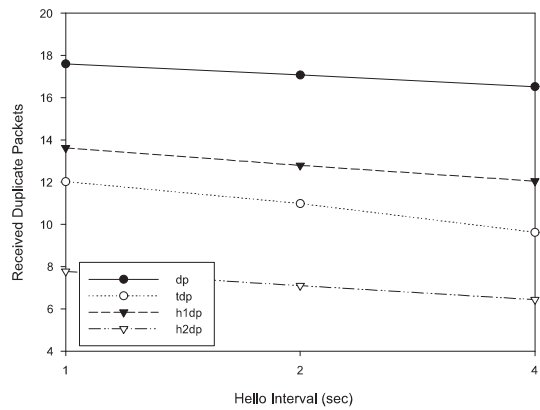
(c)



(d)



(e)



(f)

Σχήμα 4.11: Μέρος 1, Πείραμα 4: Απόδοση Αλγόριθμων σαν συνάρτηση του διαστήματος μεταδόσεων μηνυμάτων ελέγχου σε δίκτυο $1000 \times 1000 m^2$ με μέγιστη ταχύτητα $s = 20 m/sec$

Τα μηνύματα που στέλνει ο TDP είναι περίπου 3% μικρότερα σε μέγεθος σε σχέση με αυτά που στέλνει ο H2DP. Ωστόσο ο H2DP μεταδίδει 30% λιγότερο συνολικό μέγεθος μεταδιδόμενων μηνυμάτων χάρη στην μεγάλη μείωση που πετυχαίνει στον αριθμό των προωθήσεων. Οι δύο αλγόριθμοι εμφανίζουν σχεδόν την ίδια καθυστέρηση στην παράδοση των μηνυμάτων, διότι η ακρίβεια στις πληροφορίες της τοπολογίας επηρεάζει σχεδόν το ίδιο και τους δύο συγκρινόμενους αλγόριθμους. Τέλος, η υπεροχή του προτεινόμενου αλγόριθμου είναι εμφανής από το γεγονός ότι οι κόμβοι στον αλγόριθμο TDP λαμβάνουν κατά 34% περισσότερα διπλότυπα σε σχέση με τον H2DP.

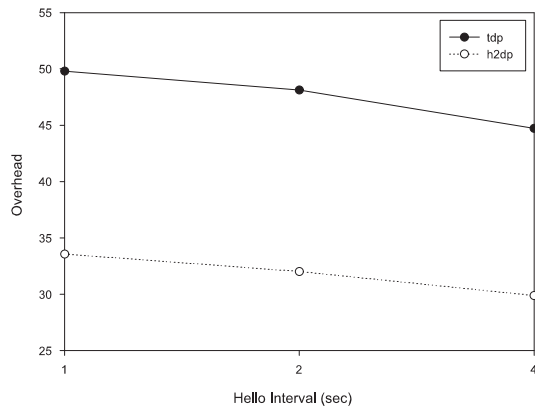
Συμπερασματικά οι αλγόριθμοι H2DP και TDP παρουσιάζουν ικανοποιητικά ποσοστά παράδοσης μηνυμάτων σε δίκτυα με χαμηλή κινητικότητα ανεξάρτητα με τον ρυθμό ανανέωσης των πληροφοριών γειτνίασης. Ο αλγόριθμος H2DP λόγω της χρήσης του ιστορικού καταφέρνει να μειώσει τον αριθμό των πλεοναζόντων προωθήσεων καθώς και το πλήθος των διπλότυπων μηνυμάτων σε σχέση με τον TDP.

4.3.2 Μέρος Δεύτερο: Αξιολόγηση του Αλγόριθμου DPE

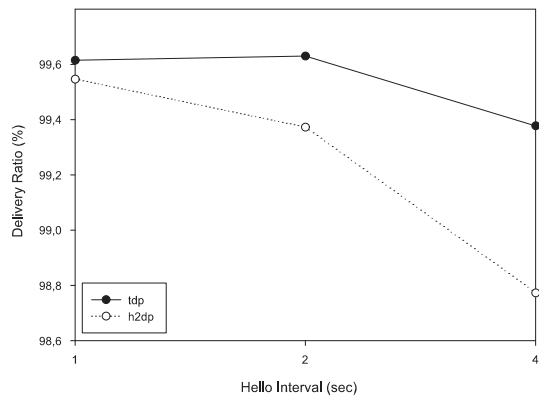
Η δεύτερη σειρά πειραμάτων αφορά την αξιολόγηση του αλγόριθμου DPE. Για τον λόγο αυτό χρησιμοποιήθηκαν οι αλγόριθμοι PDP και TDP. Ο αλγόριθμος που προέκυψε από την ενσωμάτωση του DPE στον PDP ονομάζεται PDPE, επίσης από την ενσωμάτωση του DPE στον TDP προέκυψε ο TDPE. Στα πειράματα που περιγράφονται παρακάτω συγκρίνονται οι αλγόριθμοι PDP, TDP, PDPE και TDPE. Σε όλα αυτά πειράματα η μέγιστη ταχύτητα κίνησης των κόμβων έχει την τιμή $5m/sec$. Η επιλογή αυτή έγινε ώστε να αξιολογηθεί ο αλγόριθμος TDP στις συνθήκες για τις οποίες σχεδιάστηκε. Λόγω του περιορισμού της ταχύτητας χρησιμοποιήθηκε μόνο το μοντέλο κίνησης RWP. Εκτός από την περιοχή εμβέδου $1000x1000m^2$ τα πειράματα εκτελέστηκαν και στην ορθογώνια περιοχή $2000x500m^2$. Έτσι είναι δυνατή η μελέτη των αλγόριθμων σε δίκτυα όπου τα μηνύματα χρειάζεται να κάνουν περισσότερα άλματα ώστε να φτάσουν στους κόμβους που βρίσκονται στα άκρα της περιοχής. Στην παρούσα ενότητα παρουσιάζονται μόνο τα πειράματα που έγιναν σε περιοχή $1000x1000m^2$, τα υπόλοιπα αποτελέσματα υπάρχουν στο παράρτημα. Ποιοτικά τα αποτελέσματα πειραμάτων των δύο περιοχών είναι ίδια, η διαφορά τους έγκειται μόνο στα ποσοστά που διαχωρίζουν την απόδοση των τεσσάρων αλγόριθμων.

Μέρος Δεύτερο, Πείραμα 1: Μεταβαλλόμενη Κινητικότητα Κόμβων

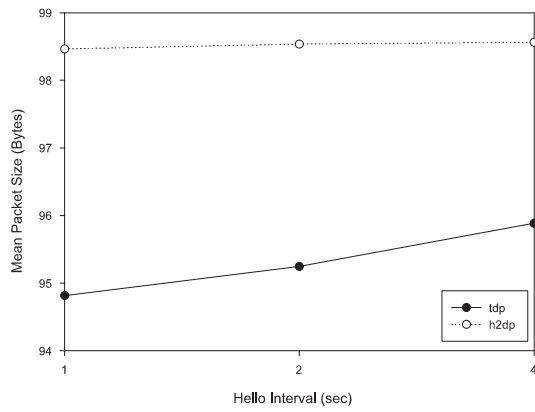
Στο πρώτο πείραμα μεταβάλλεται η μέγιστη ταχύτητα με την οποία κινούνται οι κόμβοι. Η παράμετρος S παίρνει τιμές από το σύνολο $\{0, 5, 10, 20\}m/sec$. Με την αύξηση της κινητικότητας των κόμβων παρατηρείται μείωση του αριθμού των προωθήσεων. Αυτό συμβαίνει διότι οι κόμβοι δεν καταφέρνουν αποκτήσουν ακριβείς πληροφορίες για την γειτονιά δύο αλμάτων. Έτσι το $Fw(u)$ που κατασκευάζει ένας κόμβος u περιέχει και κόμβους οι οποίοι πλέον δεν είναι γείτονές του, έτσι οι συγκεκριμένοι κόμβοι δεν καταφέρνουν τελικά να προωθήσουν το μήνυμα. Η μείωση των προωθήσεων και η υψηλή κινητικότητα είναι οι αιτίες που μειώνεται το ποσοστό των κόμβων που λαμβάνουν τελικά το μήνυμα. Ποσοτικά



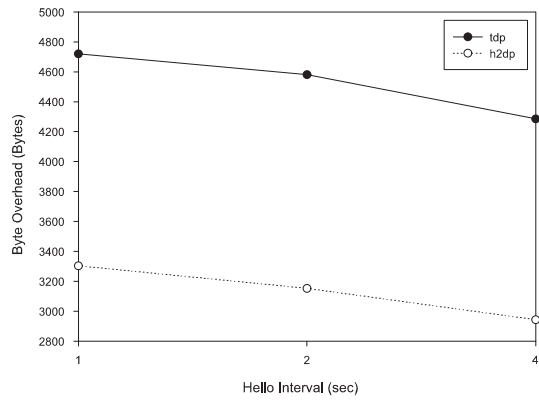
(a)



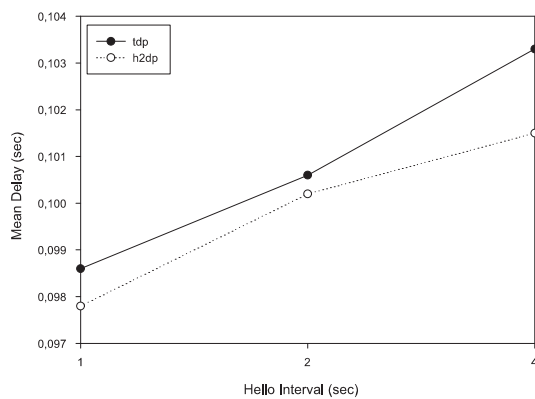
(b)



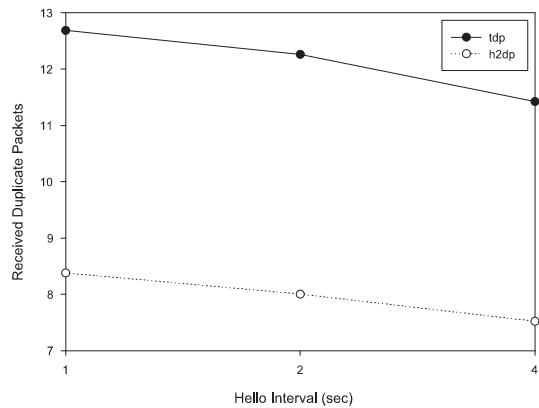
(c)



(d)



(e)



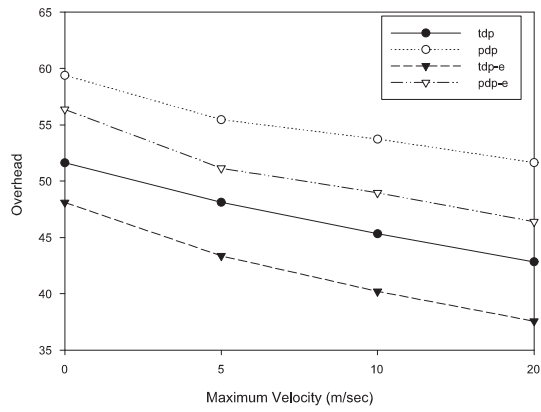
(f)

Σχήμα 4.12: Μέρος 1, Πείραμα 4: Απόδοση Αλγόριθμων σαν συνάρτηση του διαστήματος μεταδόσεων μηνυμάτων ελέγχου σε δίκτυο $1000 \times 1000m^2$ με μέγιστη ταχύτητα $s = 5m/sec$

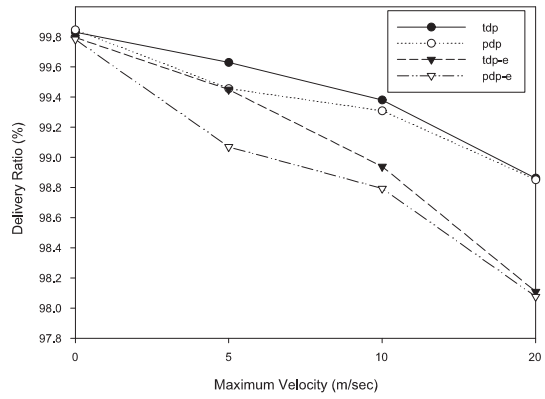
στο πείραμα αυτό φαίνεται ότι ο αλγόριθμος DPE καταφέρνει να μειώσει τις προωθήσεις μηνυμάτων στην περίπτωση του PDP αλλά και του TDP. Συγκεκριμένα ο PDPE έχει από 5% μέχρι 10% μειωμένο αριθμό προωθήσεων σε σχέση με τον PDP. Επίσης ο TDPE έχει από 7% μέχρι 12% μειωμένο αριθμό προωθήσεων σε σχέση με τον TDP. Η αξιοπιστία των αλγόριθμων PDPE και TDPE επηρεάζεται περισσότερο από την υψηλή κινητικότητα των κόμβων σε σχέση με τους PDP και TDP. Παρόλα αυτά η μέγιστη διαφορά στα ποσοστά παράδοσης μηνυμάτων του PDPE σε σχέση με τον PDP είναι μόλις 0.8%, ενώ η ίδια διαφορά στα ποσοστά υπάρχει και μεταξύ του TDPE σε σχέση με τον TDP. Τα μηνύματα που κατασκευάζουν οι αλγόριθμοι PDPE και TDPE είναι μεγαλύτερα σε μέγεθος σε σχέση αυτά που κατασκευάζουν οι PDP και TDP αντίστοιχα, λόγω της προσθήκης επιπλέον πληροφορίας στα σύνολα προώθησης. Η διαφορά αυτή μειώνεται στα δεδομένα που μεταφέρονται συνολικά στο κοινό μέσο. Έδώ ο αλγόριθμος TDPE μεταφέρει λιγότερα δεδομένα σε σχέση με τον TDP όταν οι κόμβοι κινούνται με την μέγιστη ταχύτητα. Οι αλγόριθμοι που ενσωματώνουν τον αλγόριθμο DPE παρουσιάζουν μεγαλύτερη καθυστέρηση σε σχέση με τους αλγόριθμους PDP και TDP. Η διαφορά αυτή οφείλεται στην μείωση του αριθμού των προωθήσεων, η οποία έχει αποτέλεσμα τη μη παράδοση των μηνυμάτων από τα πιο σύντομα μονοπάτια. Ο αριθμός της παραλαβής διπλότυπων είναι ανάλογος του αριθμού προωθήσεων. Έτσι οι αλγόριθμοι PDPE και TDPE παραδίδουν λιγότερα διπλότυπα σε σχέση με τους PDP και TDP αντίστοιχα. Το πείραμα αυτό αποδεικνύει ότι η χρήση του αλγόριθμου DPE έχει θετικά αποτελέσματα διότι είναι η αιτία μείωσης του αριθμού των προωθήσεων, ενώ παράλληλα δεν έχει αντίκτυπο στη αξιοπιστία των αλγόριθμων.

Μέρος Δεύτερο, Πείραμα 2: Μεταβαλλόμενος Αριθμός Κόμβων

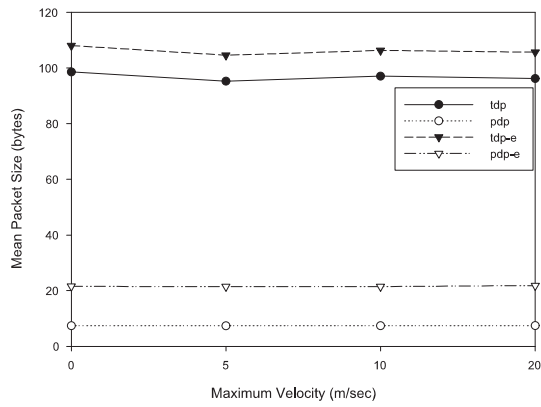
Στο Σχήμα 4.14 παρουσιάζονται τα αποτελέσματα του πειράματος στο οποίο μεταβάλλεται ο αριθμός των κόμβων που υπάρχουν στο δίκτυο παίρνοντας τιμές από το σύνολο {50, 100, 150, 200}. Η αύξηση του αριθμού των κόμβων συνοδεύεται από αύξηση των προωθήσεων των μηνυμάτων. Αυτό συμβαίνει διότι η αύξηση των κόμβων οδηγεί σε τους αλγόριθμους σε κατασκευή συνόλων προώθησης με περισσότερους κόμβους. Οι αλγόριθμοι που έχουν ενσωματώσει τον DPE καταφέρνουν να μειώσουν τις προωθήσεις σε σχέση με τους παραδοσιακούς αλγόριθμους. Συγκεκριμένα οι αλγόριθμοι PDPE και TDPE μειώνουν τις προωθήσεις από 5% έως 10% σε σχέση με τους PDP και TDP αντίστοιχα. Η γραφική παράσταση που σχετίζεται με την αξιοπιστία των αλγόριθμων δείχνει ότι οι αλγόριθμοι PDP και TDP παραδίδουν το μήνυμα σε περισσότερους κόμβους σε σχέση με τους PDPE και TDPE αντίστοιχα. Η διαφορά αυτή είναι πολύ μικρή, περίπου 0.3%. Η μοναδική περίπτωση όπου η διαφορά είναι μεγαλύτερη, εμφανίζεται όταν στο δίκτυο υπάρχουν 50 κόμβοι όπου ο PDPE παρουσιάζει μείωση 1,2% στο ποσοστό παράδοσης, σε σχέση με τον PDP. Οι καμπύλες δείχνουν ότι η αξιοπιστία αυξάνεται μαζί με τον αριθμό των κόμβων, διότι έτσι αυξάνεται και η συνδεσιμότητα του δικτύου. Η αύξηση των κόμβων συνοδεύεται από αύξηση του μεγέθους των μηνυμάτων για τους αλγόριθμους TDPE, PDPE και TDP. Οι αλγόριθμοι που ενσωματώνουν τον DPE, όπως αναμένεται, μεταδίδουν μεγαλύτερο σε μέγεθος μήνυμα σε σχέση με τους άλλους δύο αλγόριθμους. Το ίδιο ισχύει και για το σύνολο



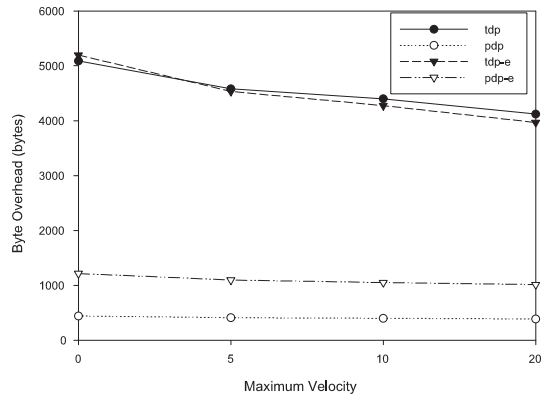
(a)



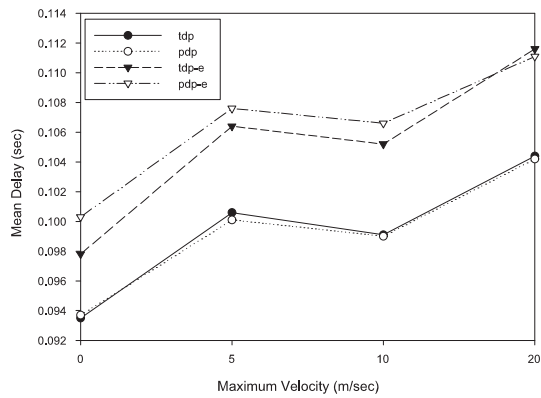
(b)



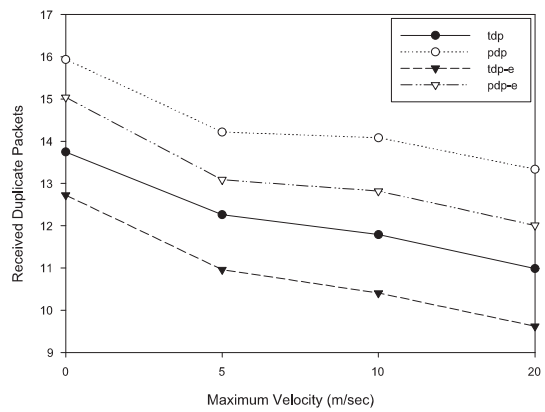
(c)



(d)



(e)



(f)

Σχήμα 4.13: Μέρος 2, Πείραμα 1:Μεταβαλλόμενη Κινητικότητα Κόμβων

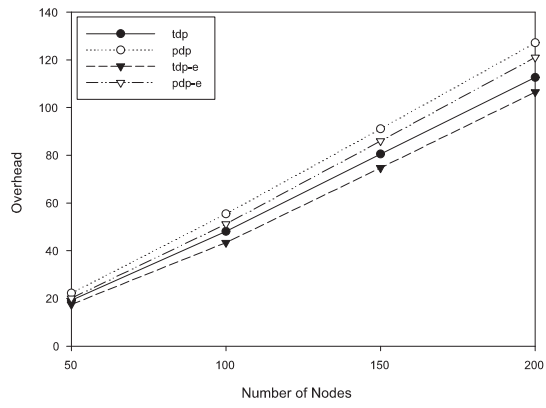
των δεδομένων που μεταδίδεται στο κοινό μέσο. Η χρήση του αλγόριθμου DPE επιφέρει μια μικρή αύξηση στην καθυστέρηση παράδοσης των μηνυμάτων, όμως είναι η αιτία για την παραλαβή λιγότερων διπλότυπων από τους κόμβους του δικτύου. Το πείραμα αυτό όπως και το προηγούμενο αποδεικνύει ότι η χρήση του αλγόριθμου DPE έχει θετικά αποτελέσματα διότι είναι η αιτία μείωσης του αριθμού των προωθήσεων, ενώ παράλληλα δεν έχει αντίκτυπο στη αξιοπιστία των αλγόριθμων.

Μέρος Δεύτερο, Πείραμα 3: Μεταβαλλόμενη Ακτίνα Επικοινωνίας Κόμβων

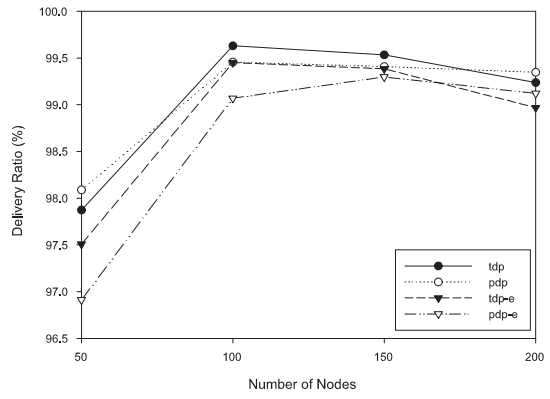
Ο αλγόριθμος DPE αξιολογήθηκε σε δίκτυα όπου μεταβάλλεται η ακτίνα εμβέλειας των κόμβων. Τα αποτελέσματα του πειράματος για ακτίνα εμβέλειας $\{150, 200, 250\}m$ φαίνονται στο Σχήμα 4.15. Ο αριθμός των προωθήσεων των μηνυμάτων αρχικά αυξάνεται με την αύξηση της ακτίνας, διότι αυξάνεται η συνδεσιμότητα του δικτύου και μεγαλώνει ο αριθμός των κόμβων που περιέχονται στα σύνολα προώθησης. Όταν η ακτίνα εμβέλειας μεγαλώσει πολύ, αρκούν λιγότερες προωθήσεις μηνυμάτων ώστε όλοι οι κόμβοι του δικτύου να λάβουν το μήνυμα. Όπως φαίνεται και στην σχετική γραφική παράσταση, οι αλγόριθμοι PDPE και TDPE προκαλούν λιγότερες προωθήσεις μηνυμάτων σε σχέση με τους PDP TDP αντίστοιχα, σε ποσοστό περίπου 10%. Η αξιοπιστία των αλγόριθμων είναι σχεδόν ίδια ανεξάρτητα της ακτίνας εμβέλειας και αυξάνεται καθώς μεγαλώνει η ακτίνα. Όσο αφορά το μέγεθος των μηνυμάτων τα αποτελέσματα είναι αναμενόμενα, με τους αλγόριθμους που ενσωματώνουν τον DPE να μεταδίδουν μεγαλύτερα σε μέγεθος μηνύματα. Η προσθήκη επιπλέον πληροφορίας έχει ως αποτέλεσμα, την μεταφορά επιπλέον δεδομένων στο κοινό μέσο. Αξίζει να σημειωθεί ότι η διαφορά στα επιπλέον δεδομένα που μεταφέρει ο αλγόριθμος TDPE σε σχέση με τον TDP είναι σχετικά μικρή (+5%), μάλιστα όταν οι κόμβοι έχουν ακτίνα 250m ο TDPE μεταδίδει λιγότερα δεδομένα σε σχέση με τον TDP. Όπως διαπιστώθηκε και στο προηγούμενο πείραμα, η καθυστέρηση για την παράδοση των μηνυμάτων αυξάνεται λίγο με την χρήση τους αλγόριθμου DPE. Τέλος στην γραφική παράσταση που δείχνει τον αριθμό των διπλοτύπων που λαμβάνουν οι κόμβοι, φαίνεται το πλεονέκτημα της χρήσης του αλγόριθμου DPE, διότι οι PDPE και TDPE εμφανίζουν μειωμένο αριθμό διπλότυπων σε σχέση με τους παραδοσιακούς αλγόριθμους. Το πείραμα αυτό όπως και τα προηγούμενα αποδεικνύει ότι η χρήση του αλγόριθμου DPE έχει θετικά αποτελέσματα διότι είναι η αιτία μείωσης του αριθμού των προωθήσεων, ενώ παράλληλα δεν έχει αντίκτυπο στη αξιοπιστία των αλγόριθμων.

Μέρος Δεύτερο, Πείραμα 4: Μεταβαλλόμενος Ρυθμός Αποστολής Μηνυμάτων Ελέγχου

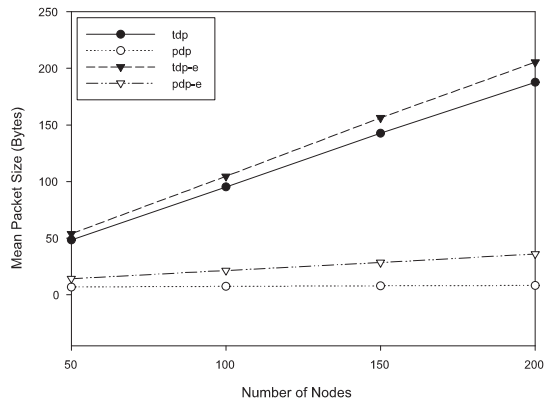
Στο τελευταίο πείραμα που αφορούσε για την αξιολόγηση του DPE μελετήθηκε η απόδοση των PDPE και TDPE σε διαφορετικές τιμές της παραμέτρου t_h . Τα αποτελέσματα δείχνουν για άλλη μια φορά, ότι ο αλγόριθμος DPE καταφέρνει σε κάθε περίπτωση να μειώσει τον αριθμό των προωθήσεων και των λήψεων διπλότυπων στους δυο αλγόριθμους που εφαρμόστηκε. Το ποσοστό μείωσης των προωθήσεων κυμαίνεται γύρω στο 10%, ενώ η μείωση στην αξιοπιστία των αλγόριθμων PDPE και TDPE μεταβάλλεται μεταξύ 0.12%



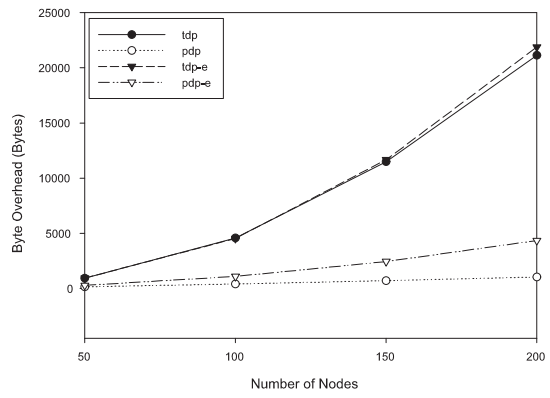
(a)



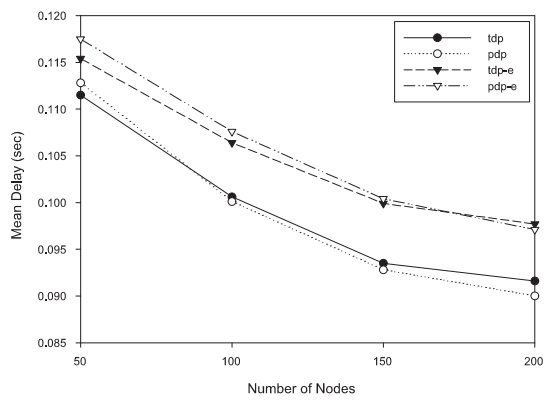
(b)



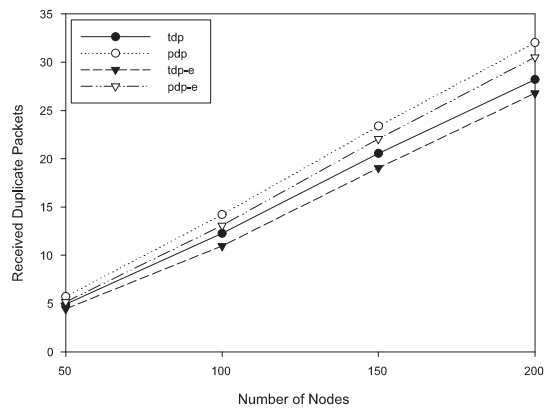
(c)



(d)

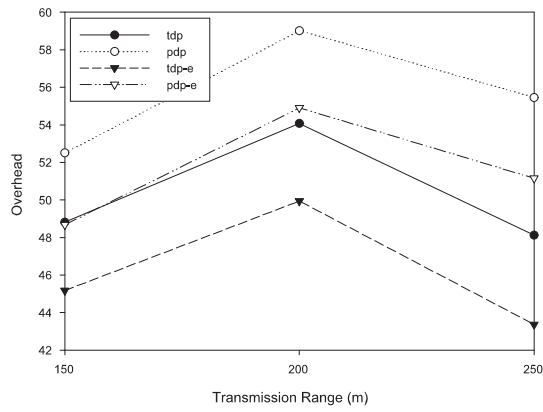


(e)

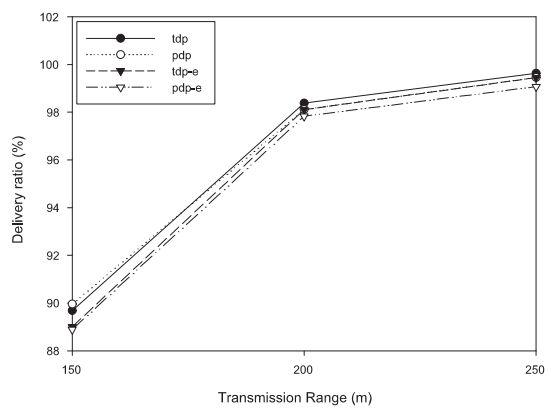


(f)

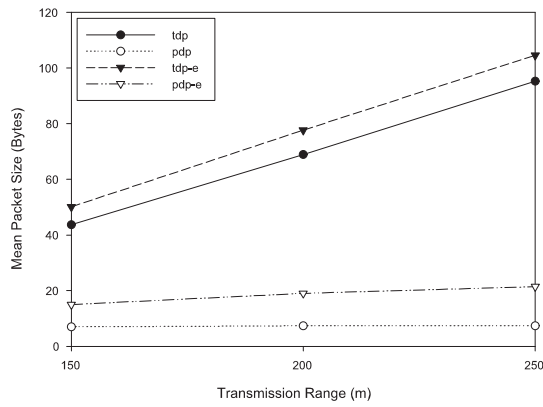
Σχήμα 4.14: Μέρος 2, Πείραμα 2:Μεταβαλλόμενος Αριθμός Κόμβων



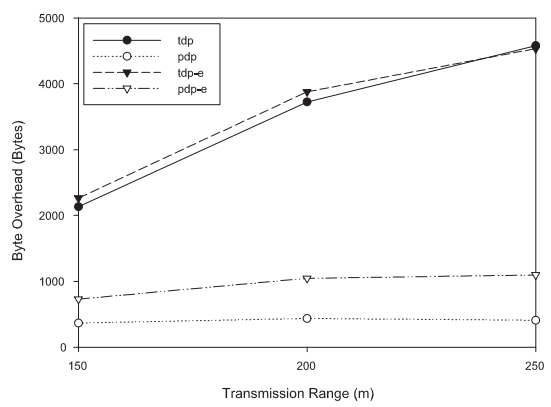
(a)



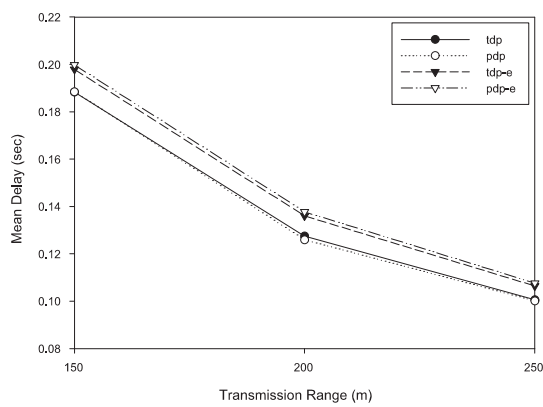
(b)



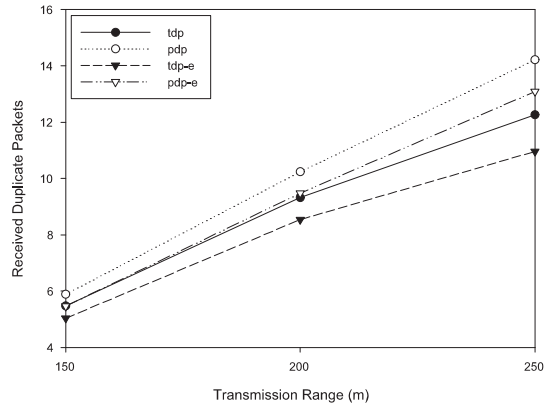
(c)



(d)



(e)



(f)

Σχήμα 4.15: Μέρος 2, Πείραμα 3: Μεταβαλλόμενη Ακτίνα Επικοινωνίας Κόμβων

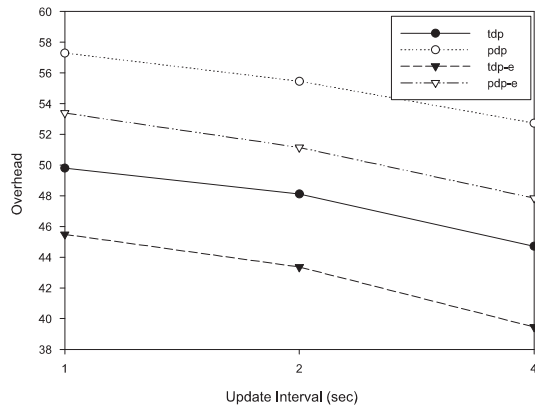
και 0.4% σε σχέση με τους PDP και TDP. Το μέγεθος των μηνυμάτων των αλγόριθμων που ενσωματώνουν τον DPE είναι πάλι αυξημένο λόγω της επιπλέον πληροφορίας. Επίσης το συνολικό μέγεθος των δεδομένων που μεταφέρει ο PDPE είναι αρκετά αυξημένο σε σχέση με τον PDP και οι αλγόριθμοι TDPE και TDP μεταφέρουν σχεδόν το ίδιο μέγεθος πληροφοριών. Το παρόν πείραμα επιβεβαιώνει τα αποτελέσματα των προηγούμενων, που αφορούν την μικρή αύξηση στην καθυστέρηση παράδοσης μηνυμάτων λόγω της μείωσης των προωθήσεων.

4.3.3 Μέρος Τρίτο: Αξιολόγηση Αλγόριθμων Κατασκευής Συνόλων Προώθησης

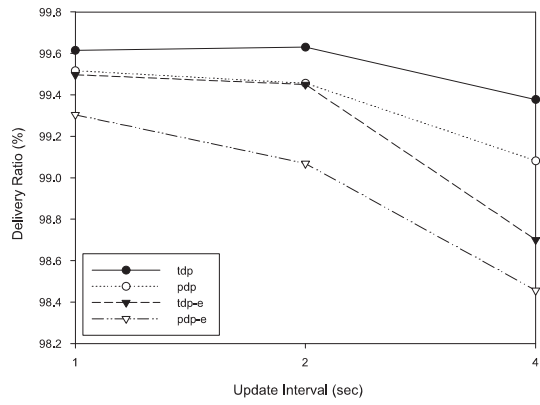
Η τελευταία σειρά πειραμάτων που πραγματοποιήθηκε είχε στόχο την αξιολόγηση των προτεινόμενων αλγορίθμων για κατασκευή συνόλων προώθησης. Στα πειράματα που πραγματοποιήθηκαν, συγκρίθηκαν για την αποτελεσματικότητά τους οι αλγόριθμοι EFCN, PEFS, GSC και MPR. Για τον σκοπό αυτό δημιουργήθηκαν κατάλληλες συνθήκες δικτύου ώστε να είναι εφικτή η αξιολόγηση της λειτουργίας των αλγόριθμων κατασκευής συνόλων προώθησης στον προσομοιωτή ns2. Έτσι τα πειράματα που περιγράφονται στην συνέχεια πραγματοποιήθηκαν σε στατικά δίκτυα, δηλαδή ισχύει ότι $s = 0$. Σε στατικά δίκτυα δεν είναι απαραίτητη η συνεχής ανταλλαγή μηνυμάτων ελέγχου. Για τον λόγο αυτό ο ρυθμός μετάδοσης των μηνυμάτων ελέγχου δεν παραμένει σταθερός καθ'όλη την διάρκεια της προσομοίωσης. Αρχικά για την παράμετρο t_h ισχύει ότι $t_h = 2sec$, όμως από την χρονική στιγμή $t = 20sec$ και έπειτα ισχύει ότι $t_h = 20sec$. Οι επιλογές αυτές έγιναν για να περιοριστούν όσο το δυνατόν οι μεταδόσεις των μηνυμάτων και κατά συνέπεια ο ανταγωνισμός για το κοινό μέσο. Έτσι γίνεται δυνατή η αξιολόγηση της λειτουργίας των αλγόριθμων κατασκευής συνόλων προώθησης ανεξάρτητα των συνθηκών που επικρατούν στο δίκτυο. Οι αλγόριθμοι EFCN, PEFS και MPR ενσωματώθηκαν στην υλοποίηση του DP και πραγματοποιήθηκαν δύο ειδών πειράματα σε περιοχή εμβαδού $1000 \times 1000m^2$. Στο πρώτο μεταβάλλεται ο αριθμός των κόμβων και στο δεύτερο η ακτίνα εμβέλειας των κόμβων. Είναι προφανές ότι στις συνθήκες δικτύου που ορίστηκαν προηγουμένως, δεν έχουν νόημα τα πειράματα στα οποία μεταβάλλεται η μέγιστη ταχύτητα των κόμβων και το διάστημα μεταξύ διαδοχικών μεταδόσεων μηνυμάτων ελέγχου.

Μέρος Τρίτο, Πείραμα 2: Μεταβαλλόμενος Αριθμός Κόμβων

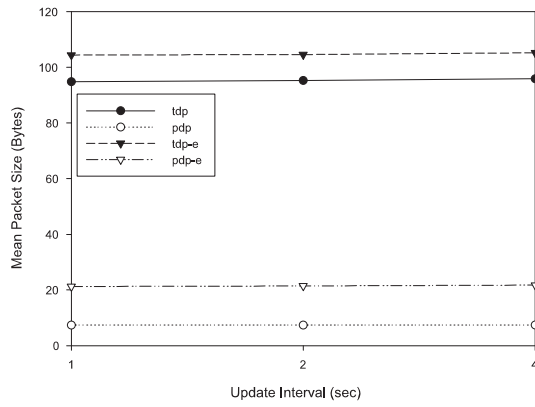
Οι γραφικές παραστάσεις που παρουσιάζονται στο Σχήμα 4.17 δείχνουν τα αποτελέσματα του πειράματος στο οποίο μεταβάλλεται ο αριθμός των κόμβων. Η παράμετρος N παίρνει τιμές από το σύνολο $\{150, 200, 250\}$, ώστε να δοκιμαστούν οι προτεινόμενοι αλγόριθμοι σε σχετικά πυκνά δίκτυα. Η γραφική παράσταση του αριθμού των προωθήσεων δείχνει ότι οι αλγόριθμοι GSC, MPR και PEFS παρουσιάζουν σχεδόν τον ίδιο αριθμό προωθήσεων, με τους MPR και PEFS να μειώνουν τις προωθήσεις μόνο κατά 1%. Ο αλγόριθμος EFCN καταφέρνει μείωση που φτάνει μέχρι το 6% σε σχέση με τον GSC. Τα αποτελέσματα αυτά δείχνουν ότι οι ευρετικοί αλγόριθμοι που προτείνονται καταφέρνουν να μειώσουν το συνο-



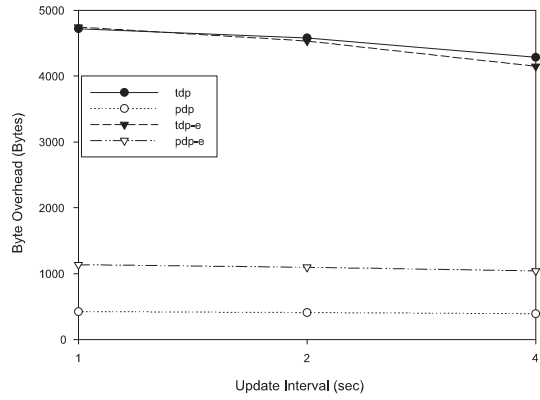
(a)



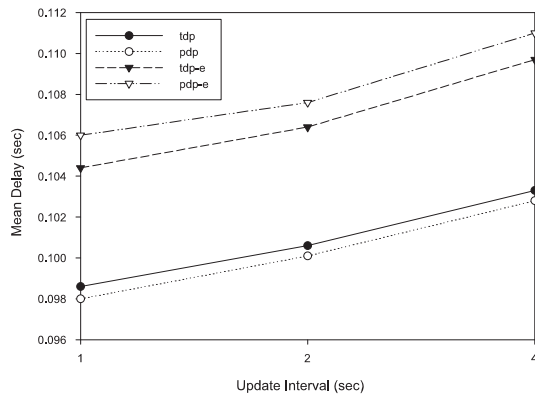
(b)



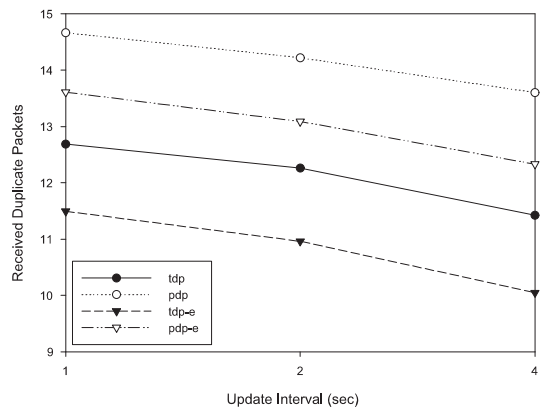
(c)



(d)



(e)



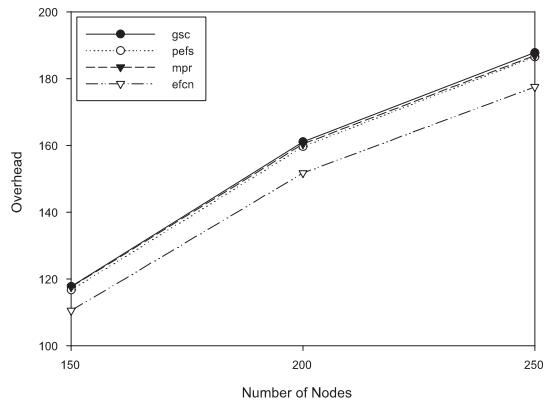
(f)

Σχήμα 4.16: Μέρος 2, Πείραμα 4: Μεταβαλλόμενος Ρυθμός Αποστολής Μηνυμάτων Ελέγχου

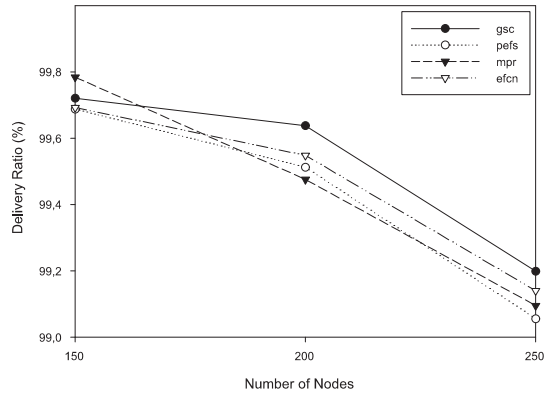
λικό αριθμό των προωθήσεων χωρίς να υπάρχει κανένα κόστος όσο αφορά το μέγεθος των μηνυμάτων. Η αξιοπιστία του DP όταν χρησιμοποιεί τους τέσσερις διαφορετικούς αλγόριθμους κατασκευής των συνόλων προώθησης είναι σχεδόν η ίδια με αποκλίσεις της τάξεως του 0.1%, η οποία προσεγγίζει τα όρια του στατιστικού σφάλματος. Οι αλγόριθμοι MPR, PEFS και EFCN λόγω αποβολής περιττών κόμβων από τα σύνολα προώθησης, κατασκευάζουν μικρότερο μήνυμα σε σχέση με τον GSC. Για τον ίδιο λόγο όταν ο DP χρησιμοποιεί τον GSC μεταδίδει τα περισσότερα δεδομένα στο κοινό μέσο. Να σημειωθεί ότι οι MPR και PEFS καταφέρνουν μείωση στα συνολικά δεδομένα κατά 2% ενώ το αντίστοιχο ποσοστό στον EFCN είναι περίπου 6.5%. Οι επιπλέον προωθήσεις που πραγματοποιεί ο DP όταν χρησιμοποιεί τον GSC είναι η αιτία για την μικρότερη καθυστέρηση στην παράδοση των μηνυμάτων. Τέλος στην γραφική παράσταση που εμφανίζει τον αριθμό των διπλότυπων φαίνεται ότι οι αλγόριθμοι MPR και PEFS εμφανίζουν μείωση της τάξης του 0.4%. Ωστόσο ο EFCN μειώνει τον αριθμό των διπλότυπων μέχρι και 5%. Οι γραφικές παραστάσεις του πειράματος αυτού αποδεικνύουν ότι οι δύο προτεινόμενοι αλγόριθμοι καταφέρνουν να κατασκευάσουν μικρότερα σύνολα προώθησης σε σχέση με τους ήδη υπάρχοντες. Συγκεκριμένα ο PEFS κατασκευάζει ελαφρώς μικρότερα σύνολα προώθησης σε σχέση με τον GSC. Η μείωση που εμφανίζει ο PEFS είναι παρόμοια με αυτή του MPR. Αντίθετα ο EFCN κατασκευάζει τα μικρότερα σύνολα προώθησης σε σχέση με τους άλλους αλγόριθμους. Η μείωση που επιτυγχάνουν οι αλγόριθμοι δεν έχει αντίκτυπο στην αξιοπιστία των αλγόριθμων εκπομπής.

Μέρος Τρίτο, Πείραμα 3: Μεταβαλλόμενη Ακτίνα Επικοινωνίας Κόμβων

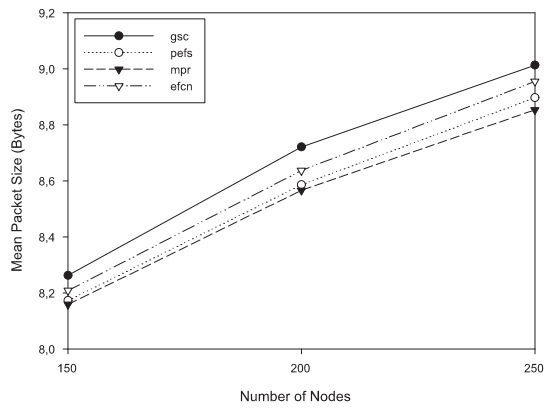
Στο δεύτερο πείραμα που πραγματοποιήθηκε μεταβάλλεται η ακτίνα εμβέλειας των κόμβων παίρνοντας τιμές από το σύνολο {150,200,250}m. Το δίκτυο αποτελείται από 200 κόμβους και τα αποτελέσματα του πειράματος αυτού φαίνονται στο Σχήμα 4.18. Η μελέτη των γραφικών παραστάσεων οδηγεί σε συμπεράσματα ίδια με του προηγούμενου πειράματος. Οι αλγόριθμοι MPR, PEFS καταφέρνουν να μειώσουν ελάχιστα τον αριθμό των προωθήσεων σε σχέση με τον GSC. Ο αλγόριθμος EFCN πετυχαίνει πάλι τον μικρότερο αριθμό προωθήσεων εμφανίζοντας μείωση από 3% μέχρι 6% σε σχέση με τον GSC. Όλοι οι αλγόριθμοι εμφανίζουν το ίδιο ποσοστό επιτυχών παραδόσεων μηνυμάτων στους κόμβους. Το συμπέρασμα που βγαίνει από τις υπόλοιπες γραφικές παραστάσεις είναι ότι οι αλγόριθμοι MPR, PEFS και EFCN μειώνουν τα σύνολα προώθησης. Έτσι καταφέρνουν να μειώσουν το μέγεθος του μηνύματος, τα συνολικά δεδομένα που μεταφέρονται στο δίκτυο και τις λήψεις διπλότυπων. Από τους τέσσερις αλγόριθμους καλύτερα αποδίδει ο EFCN διότι από τα αποτελέσματα φαίνεται ότι καταφέρνει να μειώσει τους περισσότερους περιττούς κόμβους από τα σύνολα προώθησης.



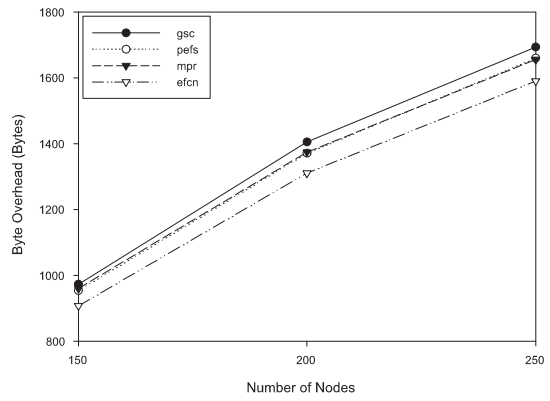
(a)



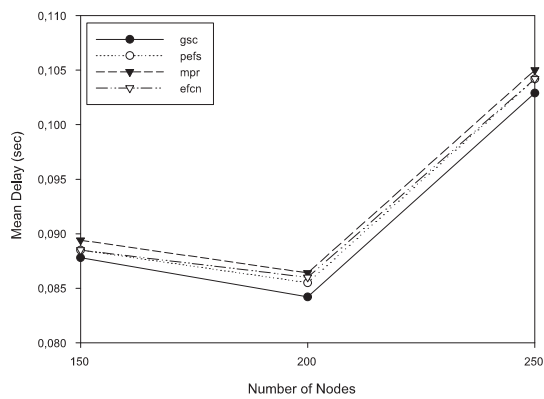
(b)



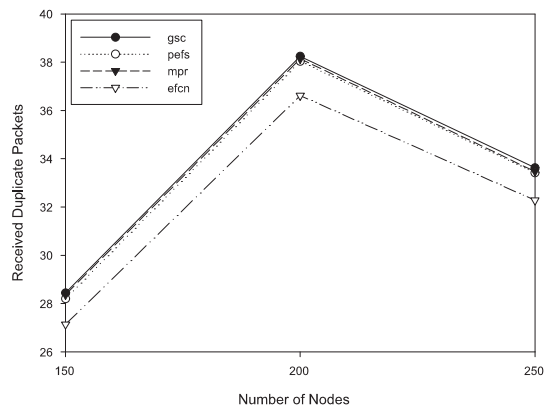
(c)



(d)

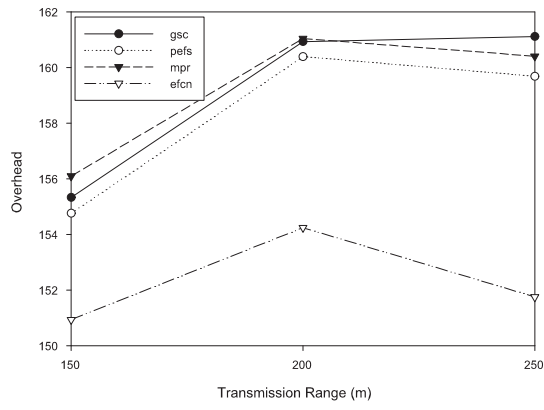


(e)

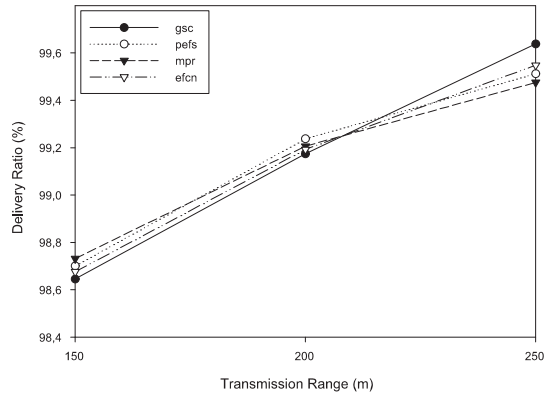


(f)

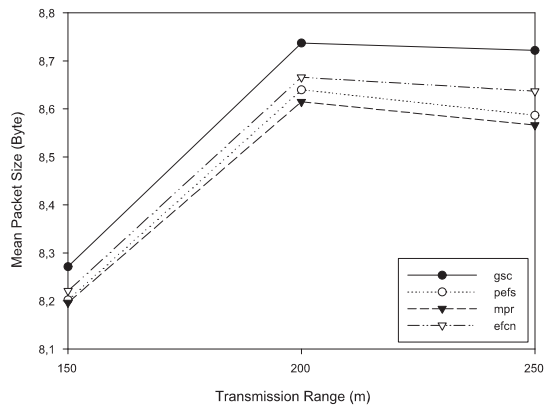
Σχήμα 4.17: Μέρος 3, Πείραμα 2:Μεταβαλλόμενος Αριθμός Κόμβων



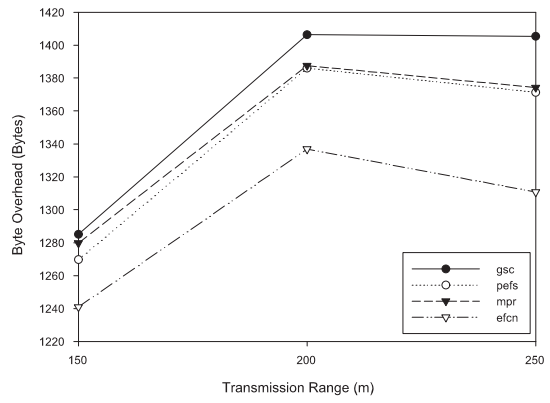
(a)



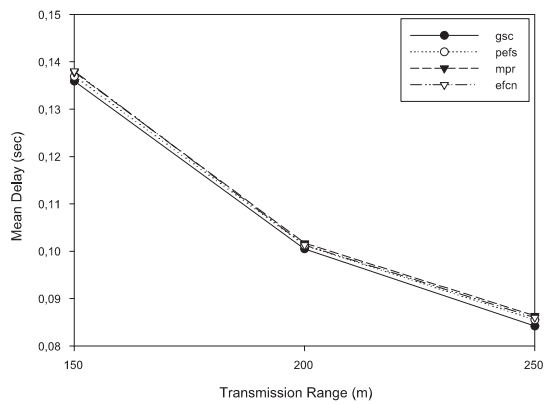
(b)



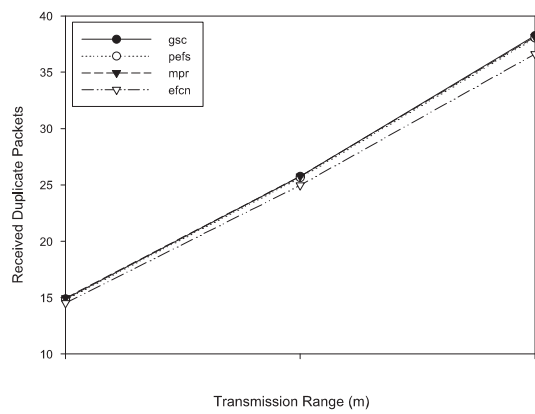
(c)



(d)



(e)



(f)

Σχήμα 4.18: Μέρος 3, Πείραμα 3:Μεταβαλλόμενη Ακτίνα Επικοινωνίας Κόμβων

ΚΕΦΑΛΑΙΟ 5

ΣΥΜΠΕΡΑΣΜΑΤΑ

Τα κινητά κατά περίπτωση δίκτυα (MANETs) είναι μια ιδιαίτερα δημοφιλή κατηγορία ασύρματων τοπικών δικτύων (WLAN) ενώ οι περισσότερες εφαρμογές των WLANs αφορούν τα MANETs πολλών αλμάτων (multihop). Οι υπολογιστικοί κόμβοι που συμμετέχουν στα MANETs έχουν την ευελιξία της κίνησης και επιπλέον η λειτουργία ενός τέτοιου δικτύου δεν απαιτεί την εγκατάσταση μιας κεντρικής υποδομής. Ένα από τα σημαντικότερα προβλήματα που προκύπτει κατά την λειτουργία των MANETs είναι η αποδοτική εκτέλεση της εκπομπής ενός μηνύματος, δηλαδή της μετάδοσης του μηνύματος σε όλους τους κόμβους του δικτύου. Η διαδικασία της εκπομπής χρήζει μεγάλης προσοχής στα MANETs διότι αρκετά πρωτόκολλα βασίζουν την λειτουργικότητά τους πάνω σε αυτήν. Για παράδειγμα, αρκετοί αλγόριθμοι δρομολόγησης πακέτων έχουν ως συστατικό τους την εκπομπή για να ανακαλύψουν την διαδρομή που θα ακολουθήσει ένα πακέτο ώστε να φτάσει στον προορισμό του.

Ο πιο απλός αλγόριθμος για εκτέλεση εκπομπής είναι η πλημμύρα, η χρήση της οποίας κρίνεται αναποτελεσματική και για τον λόγο αυτό έχουν προταθεί αρκετοί αλγόριθμοι εκπομπής. Από τους αλγόριθμους αυτούς μεγαλύτερο ενδιαφέρον παρουσιάζει η κατηγορία αυτών που συλλέγουν πληροφορίες σχετικά με τη γειτονιά 2 αλμάτων των κόμβων του δικτύου και στην συνέχεια τις χρησιμοποιούν ώστε να προσεγγίσουν την κατασκευή ενός MCDS (Minimum Connected Dominating Set). Βασικοί εκπρόσωποι της κατηγορίας αυτής είναι οι αλγόριθμοι DP, PDP και TDP. Οι αλγόριθμοι αυτοί κατασκευάζουν CDS τα οποία αναφέρονται στις γειτονιές δύο αλμάτων των κόμβων του δικτύου. Οι κόμβοι που ανήκουν στο CDS της γειτονιάς δύο αλμάτων ενός κόμβου, λέγεται ότι ανήκουν στο σύνολο προώθησης του κόμβου αυτού. Η αξιολόγηση των αλγόριθμων που έχουν προταθεί, δείχνει ότι δεν μπορούν να ανταποκριθούν πλήρως σε όλα τα χαρακτηριστικά των MANETs. Για τον λόγο αυτό υπάρχουν περιθώρια βελτίωσης των επιμέρους λειτουργιών τους, τα οποία οδήγησαν σε σχεδιασμό αποδοτικότερων αλγόριθμων στα πλαίσια της διατριβής αυτής.

Η έρευνα για ανάπτυξη αποδοτικών αλγόριθμων εκπομπής κινήθηκε σε τρεις διαφορετικές κατευθύνσεις με στόχο την μείωση των πλεοναζόντων προωθήσεων. Αρχικά εξετάστηκε η

δυνατότητα σχεδιασμού ενός αλγόριθμου εκπομπής, ο οποίος δύναται να αντλεί πληροφορίες από την λειτουργία του δικτύου, με σκοπό την αξιοποίηση τους στην μείωση του μεγέθους του συνόλου προώθησης $Fw(u)$, που κατασκευάζει ένας κόμβος u κάθε φορά που πρέπει να προωθήσει ένα μήνυμα. Στην συνέχεια μελετήθηκε ο σχεδιασμός ενός αλγόριθμου ο οποίος εκμεταλλεύεται περαιτέρω την τοπική πληροφορία γειτνίασης, η οποία βρίσκεται αποθηκευμένη στους κόμβους, ώστε να κατασκευάσει μικρότερα σύνολα προώθησης. Το τελευταίο μέρος της έρευνας σχετίζεται με αυτή καθ'αυτή την επίλυση του προβλήματος της κατασκευής συνόλων προώθησης όταν οι υποψήφιοι κόμβοι είναι γνωστοί. Συγκεκριμένα μελετήθηκε η ανάπτυξη αλγόριθμων οι οποίοι είναι σε θέση να κατασκευάζουν μικρότερα σύνολα προώθησης σε σχέση με τον παραδοσιακό αλγόριθμο GSC.

Τα αποτελέσματα του πρώτου μέρους της έρευνας οδήγησαν στον σχεδιασμό δύο νέων αλγόριθμων εκπομπής οι οποίοι ονομάζονται HDP και H2DP. Οι αλγόριθμοι αυτοί επεκτείνουν τους αλγόριθμους DP και TDP. Η καινοτομία που εισάγουν οι αλγόριθμοι αυτοί είναι η χρήση του ιστορικού των μηνυμάτων. Το ιστορικό ενός μηνύματος παρέχει στον κόμβο ο οποίος λαμβάνει το μήνυμα αυτό πληροφορίες σχετικά με τους κόμβους του δικτύου που έλαβαν το μήνυμα στο παρελθόν. Στον αλγόριθμο HDP το ιστορικό περιέχει τους κόμβους που ανήκουν στη γειτονιά όσων προώθησαν το μήνυμα ενώ στον αλγόριθμο H2DP το ιστορικό περιέχει τους κόμβους που βρίσκονται εντός της γειτονιάς δύο αλμάτων των κόμβων που προώθησαν το μήνυμα. Ένας κόμβος u που εκτελεί τους αλγόριθμους HDP και H2DP εκμεταλλεύεται την πληροφορία του ιστορικού ώστε να μειώσει τον αριθμό των κόμβων που επιλέγονται για συμμετοχή στο σύνολο προώθησης. Για την αξιολόγηση των αλγόριθμων αυτών πραγματοποιήθηκε σειρά πειραμάτων στον προσομοιωτή δικτύων ns2, ώστε να μελετηθεί η συμπεριφορά των προτεινόμενων αλγόριθμων και να συγκριθεί η αποτελεσματικότητά τους σε σχέση με τους DP και TDP. Τα αποτελέσματα έδειξαν ότι η χρήση του ιστορικού πετυχαίνει αξιοσημείωτη μείωση στον αριθμό των πλεοναζόντων προωθήσεων μηνυμάτων, ανεξάρτητα με τα χαρακτηριστικά του εκάστοτε δικτύου. Συγκεκριμένα, ο HDP παρουσιάζει μείωση στον αριθμό των προωθήσεων που φτάνει το 34% σε σχέση με τον DP, ενώ ο H2DP επιτυγχάνει μείωση της τάξης του 63% σε σχέση με τον DP, και 35% σε σχέση με τον TDP. Η μείωση του ποσοστού των πλεοναζόντων προωθήσεων που πετυχαίνουν οι προτεινόμενοι αλγόριθμοι, οδηγεί και σε αντίστοιχη μείωση των ποσοστών των λήψεων διπλότυπων μηνυμάτων από τους κόμβους. Παρά το γεγονός της μείωσης του ποσοστού των προωθήσεων, οι προτεινόμενοι αλγόριθμοι εμφανίζουν παρόμοια ποσοστά επιτυχών παραδόσεων μηνυμάτων στους κόμβους του δικτύου σε σχέση με τους ήδη υπάρχοντες αλγόριθμους. Η προσθήκη του ιστορικού στα μηνύματα έχει ως αποτέλεσμα μια μικρή αύξηση στο μέγεθος του μηνύματος, γεγονός που δεν μπορεί να θεωρηθεί ότι μειώνει την αποτελεσματικότητα των αλγόριθμων. Αυτό αποδεικνύεται και από τα αποτελέσματα που δείχνουν ότι η μέση καθυστέρηση για την παράδοση των μηνυμάτων δεν επηρεάζεται από την αύξηση του μεγέθους τους. Επίσης παρά το γεγονός της αύξησης στο μέσο μέγεθος των μηνυμάτων οι αλγόριθμοι HDP και H2DP καταφέρνουν να μειώσουν το συνολικό μέγεθος των μεταδιδόμενων δεδομένων σε σχέση με τον TDP.

Το δεύτερο μέρος της έρευνας οδήγησε στον σχεδιασμό ενός αλγόριθμου που ονομάζεται DPE, ο οποίος εστιάζει στην αξιοποίηση των πληροφοριών γειτνίασης στη διαδικασία κατασκευής ενός συνόλου προώθησης. Ο DPE εκμεταλλεύεται τη συσχέτιση του πίνακα γειτνίασης ενός κόμβος u , με τους αντίστοιχους πίνακες γειτνίασης των γειτόνων του, με στόχο να μειώσει το μέγεθος του συνόλου προώθησης που ο κόμβος u θα κατασκευάσει. Η λειτουργία του DPE ορίζει ότι ένας κόμβος που κατασκευάζει ένα σύνολο προώθησης, για κάθε κόμβο που εισάγει σε αυτό, εισάγει επίσης και το σύνολο των κόμβων που θα πρέπει να καλύψει ο συγκεκριμένος κόμβος όταν μεταδώσει το μήνυμα. Η πληροφορία αυτή μπορεί να αξιοποιηθεί ώστε να μειωθεί ο αριθμός των διπλότυπων μηνυμάτων. Να σημειωθεί ότι ο αλγόριθμος DPE μπορεί να χρησιμοποιηθεί σε όλους τους αλγόριθμους εκπομπής που προσεγγίζουν δυναμικά ένα MCDS. Τα πειράματα που πραγματοποιήθηκαν για την αξιολόγηση του αλγόριθμου DPE έδειξαν ότι η χρήση του στους αλγόριθμους TDP και PDP είχε ως αποτέλεσμα την σημαντική μείωση των πλεοναζόντων προωθήσεων μέχρι και σε ποσοστό 12%. Είναι σημαντικό να αναφερθεί ότι η μείωση αυτή δεν έχει επιπτώσεις στην αξιοπιστία των αλγόριθμων που χρησιμοποιούν τον DPE, διότι εμφανίζουν παρόμοια ποσοστά παράδοσης μηνυμάτων σε σχέση με τους παραδοσιακούς αλγόριθμους. Όταν στους αλγόριθμους PDP και TDP χρησιμοποιείται ο DPE, υπάρχει μείωση στον αριθμό των διπλότυπων που λαμβάνουν οι κόμβοι σε ποσοστά αντίστοιχα με αυτά που παρουσιάζει ο αριθμός των πλεοναζόντων προωθήσεων. Η προσθήκη επιπλέον πληροφορίας στα μηνύματα που προκαλεί ο DPE αυξάνει ελαφρά το μέγεθος των μηνυμάτων. Το γεγονός αυτό όμως δεν συνοδεύεται από επιπτώσεις στην λειτουργία των αλγόριθμων εκπομπής. Επίσης η ενσωμάτωση του αλγόριθμου DPE στον αλγόριθμο εκπομπής TDP είχε ως αποτέλεσμα την μείωση στο συνολικό μέγεθος των μεταδιδόμενων δεδομένων.

Η μελέτη του προβλήματος της κατασκευής συνόλων προώθησης όταν οι υποψήφιοι κόμβοι είναι γνωστοί, είχε ως αποτέλεσμα την ανάπτυξη δύο ευρετικών αλγόριθμων που ονομάζονται EFCN και PEFS. Οι αλγόριθμοι αυτοί έχουν σκοπό να βελτιώσουν την απόδοση του αλγόριθμου GSC, ο οποίος είναι ο πιο συχνά χρησιμοποιούμενος αλγόριθμος κατασκευής συνόλων προώθησης. Επειδή ο GSC ανήκει στην κατηγορία των άπληστων αλγόριθμων, τα σύνολα προώθησης που κατασκευάζει δεν περιέχουν τον ελάχιστο αριθμό κόμβων. Οι αλγόριθμοι που προτείνονται χρησιμοποιούν νέες ευρετικές τεχνικές ώστε να καταφέρουν να αφαιρέσουν από τα σύνολα προώθησης που παράγει ο GSC κόμβους των οποίων η παρουσία είναι περιττή. Για να το πετύχει αυτό, ο EFCN αλλάζει την προτεραιότητα επιλογής των κόμβων που θα απαρτίσουν το σύνολο προώθησης, ενώ ο αλγόριθμος PEFS επεξεργάζεται το σύνολο προώθησης που παράγει ο GSC ώστε να ανακαλύψει και να αφαιρέσει περιττούς κόμβους που πιθανόν υπάρχουν σε αυτό. Για την αξιολόγηση των προτεινόμενων αλγόριθμων πραγματοποιήθηκε σειρά πειραμάτων στην οποία συγκρίθηκαν με τους αλγόριθμους GSC και MPR. Τα αποτελέσματα έδειξαν ότι η χρήση του αλγόριθμου EFCN ωφελεί τον αλγόριθμο εκπομπής διότι μπορεί να τον οδηγήσει σε μείωση του αριθμού των πλεοναζόντων προωθήσεων μέχρι και σε ποσοστό 6% σε σχέση με τους υπόλοιπους αλγόριθμους. Ο αλγόριθμος PEFS καταφέρνει να μειώσει επίσης τις πλεονάζουσες προωθήσεις σε σχέση με τους αλγόριθμους GSC και MPR, όμως τα ποσοστά μείωσης είναι αρκετά μικρότερα.

Η λειτουργία των προτεινόμενων αλγόριθμων οδηγεί σε μείωση μόνο των προωθήσεων. Το γεγονός αυτό επιβεβαιώνεται από τα πρακτικά ίδια ποσοστά παράδοσης των μηνυμάτων όταν χρησιμοποιούνται οι αλγόριθμοι PEFS και EFCN. Επίσης οι διαφορές που υπάρχουν στις τιμές της μέσης καθυστέρησης παράδοσης των μηνυμάτων είναι αμελητέες. Τέλος, η μείωση του μεγέθους των συνόλων προώθησης που επιτυγχάνουν οι προτεινόμενοι αλγόριθμοι σε σχέση με τους ήδη υπάρχοντες οδηγεί σε μείωση του μέσου μεγέθους μηνύματος και κατ'επέκταση των συνολικού μεγέθους των δεδομένων που μεταδίδονται στο δίκτυο.

Η έρευνα στην διαδικασία της εκτέλεσης εκπομπής σε MANETs καθώς και η ανάλυση της λειτουργίας των υπάρχοντων αλγόριθμων, οδήγησε στον σχεδιασμό νέων αλγόριθμων οι οποίοι εκτελούν την εκπομπή με αποδοτικότερο τρόπο. Παρόλη την βελτίωση που επιτεύχθη, υπάρχουν ορισμένα ζητήματα στο πρόβλημα της εκπομπής τα οποία δεν έχουν λυθεί και τα οποία αξίζουν προσοχής. Το σημαντικότερο από αυτά είναι η αδυναμία που παρουσιάζουν οι αλγόριθμοι εκπομπής στην καθολική παράδοση των εκπεμπόμενων μηνυμάτων όταν στο δίκτυο επικρατούν συνθήκες μεγάλης κινητικότητας. Μέχρι στιγμής η αξιοπιστία των αλγόριθμων σε τέτοιες συνθήκες είναι ανάλογη με τον αριθμό των προωθήσεων μηνυμάτων που προκαλούν. Μια άλλη ενδιαφέρουσα μελλοντική εργασία θα μπορούσε να αποτελέσει η περαιτέρω έρευνα στο αλγόριθμο κατασκευής συνόλων προώθησης, η οποία αποσκοπεί στον σχεδιασμό νέων ευρετικών τεχνικών. Έτσι οι αλγόριθμοι που εκτελούν εκπομπή θα είναι πλέον σε θέση να κατασκευάζουν σύνολα προώθησης που θα οδηγούν στην μεγαλύτερη μείωση των περιττών προωθήσεων.

ΒΙΒΛΙΟΓΡΑΦΙΑ

- [1] Code for perfect simulation scenarios. available online at <http://www.cs.rice.edu/~santa/research/mobility/>.
- [2] *Wireless lan medium access control MAC and physical layer PHY specifications*, 1997.
- [3] C. Adjih, P. Jacquet, and L. Viennot. Computing connected dominated sets with multipoint relays. Tech. Rep. 4597, October 2002.
- [4] K.M. Alzoubi, P-J. Wan, and O. Frieder. Message-optimal connected dominating sets in mobile ad hoc networks. In *Proceedings of the 3rd ACM International Symposium on Mobile Ad Hoc Networking & Computing*, pages 157–164, June 2002.
- [5] J. Le Boudec and M. Vojnovi. Perfect simulation and stationarity of a class of mobility models, 2004.
- [6] T. Camp, J. Boleng, and V. Davies. A survey of mobility models for ad hoc network research. *Wireless Communications & Mobile Computing (WCMC)*, 2(5):483–502, 2002.
- [7] J. Cartigny and D. Simplot. Border norde retransmission based probabilistic broadcast protocols in ad-hoc networks. *Telecommunication Systems*, 2003. to appear.
- [8] K. Fall and K. Varadhan. The ns manual. VINT Project, Univ. California, Berkeley, CA, 2001.
- [9] Z. Haas, J. Halpern, and L. Li. Gossip-based ad hoc routing. In *Proc. of IEEE INFOCOM*, pages 1707–1716, June 2002.
- [10] C. Ho, K. Obraczka, G. Tsudik, and K. Viswanath. Flooding for reliable multicast in multihop ad hoc networks. In *ACM Int'l Workshop Discrete Algorithms and Methods for Mobile Computing*, pages 64–71, August 1999.
- [11] Christopher Ho, Katia Obraczka, Gene Tsudik, and Kumar Viswanath. Flooding for reliable multicast in multi-hop ad hoc networks. In *Proceedings of the 3rd International Workshop on Discrete Algorithms and Methods for Mobile Computing and Communications*, pages 64–71, Seattle, WA, 1999.

- [12] Q. Hu, D. Lee, and W. Lee. A comparison of indexing methods for data broadcast on the air, January 1998.
- [13] D.B. Johnson and D.A. Maltz. *Mobile Computing*, chapter Dynamic Source Routing in Ad-Hoc Wireless Networks, pages 153–181. Kluwer Academic, 1996.
- [14] Young B. Ko and Nitin H. Vaidya. Flooding-based geocasting protocols for mobile ad hoc networks. *Mobile Networks and Applications*, 7:471–480, 2002.
- [15] Sung-Ju Lee, William Su, Julian Hsu, Mario Gerla, and Rajive Bagrodia. A performance comparison study of ad hoc wireless multicast protocols. In *INFOCOM (2)*, pages 565–574, 2000.
- [16] William C. Lee. *Mobile Communications Engineering*. McGraw-Hill Professional, 1982.
- [17] Hyojun Lim and ChongKwon Kim. Multicast tree construction and flooding in wireless ad hoc networks. In *Proc. of ACM MSWIN 2000*, pages 61–68, 2000.
- [18] C.R. Lin and M. Gerla. Adaptive clustering for mobile wireless networks. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 15(7):1265–1275, 1997.
- [19] W. Lou and J. Wu. On reducing broadcast redundancy in ad hoc wireless networks. *IEEE Transactions on Mobile Computing*, 1(2):111–123, 2002.
- [20] Wei Lou and Jie Wu. Double-covered broadcast (DCB): A simple reliable broadcast algorithm.
- [21] M. V. Marathe, H. Breu, H. B. Hunt, S. S. Ravi, and D. J. Rosenkrantz. Simple heuristics for unit disk graphs. *Networks*, 25:59–68, 1995.
- [22] Mirco Musolesi and Cecilia Mascolo. Designing mobility models based on social network theory. *ACM SIGMOBILE Mobile Computing and Communication Review*, 11(3), July 2007.
- [23] V. Paruchuri, A. Durresi, D. Dash, and R. Jain. Optimal flooding protocol for routing in ad-hoc networks, 2002.
- [24] M.R. Pearlman and Z.J. Haas. Determining the optimal configuration of the zone routing protocol. *IEEE J. Selected Areas in Comm.*, 17(8):1395–1414, 1999.
- [25] W. Peng and X.-C. Lu. On the reduction of broadcast redundancy in mobile adhoc networks. In *Proceedings of First Annual Workshop on Mobile Ad Hoc Networking Computing (MobiHOC)*, August 2000.
- [26] C. Perkins and E.M. Royer. Ad-hoc on-demand distance vector routing. In *IEEE Workshop Mobile Computing Systems and Applications (WMCSA)*, pages 90–100, 1999.

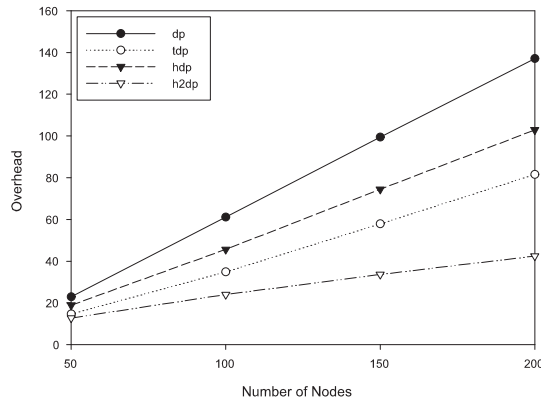
- [27] Stefan Pleisch, Mahesh Balakrishnan, Ken Birman, and Robbert van Renesse. Mistral: efficient flooding in mobile ad-hoc networks. In *Proceedings of the seventh ACM international symposium on Mobile ad hoc networking and computing*, pages 7–14, May 2006.
- [28] Elizabeth M. Royer and Chai-Keong Toh. A review of current routing protocols for ad hoc mobile wireless networks. *IEEE Personal Communications*, 6(2):46–55, 1999.
- [29] Amit Kumar Saha and David B. Johnson. Realistic mobility modelling for mobile ad hoc networks. available online at <http://www.cs.rice.edu/~am-saha/research/mobilitymodel/>, january 2008.
- [30] 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.
- [31] Arne Schmitz and Martin Wenig. The effect of the radio wave propagation model in mobile.
- [32] D. Scott and A. Yasinsac. Dynamic probabilistic retransmission in ad hoc networks. In *In Proc of the Int. Conference on Wireless Networks (ICWN'04)*, pages 158–164, Las Vegas, Nevada, June 2004.
- [33] M. Seddigh, J. Solano, and I. Stojmenovic. Internal nodes based broadcasting algorithms in wireless networks. In *34th Annual HICSS*, 2001.
- [34] I. Stojmenovic, M. Seddigh, and J. Zunic. Dominating sets and neighbor elimination based broadcasting algorithms in wireless networks. *IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems*, 13(1):14–25, 2002.
- [35] S.Y.Ni, Y.C. Tseng, Y.S. Chen, and J.P. Sheu. The broadcast storm problem in a mobile ad hoc network. In *MobiCom*, pages 151–162, August 1999.
- [36] Andrew S. Tanenbaum. *Δίκτυα Υπολογιστών*. Fourth american edition.
- [37] Kumar Viswanath, Katia Obraczka, and Gene Tsudik. Exploring mesh- and tree based multicast routing protocols for manets.
- [38] P.-J. Wan, K. Alzoubi, and O. Frieder. Distributed construction of connected dominating set in wireless ad hoc networks. In *Proc. of IEEE INFOCOM*, pages 1597–1604, June 2002.
- [39] Jeffrey E. Wieselthier, Gam D. Nguyen, and Anthony Ephremides. On the construction of energy-efficient broadcast and multicast trees in wireless networks. In *INFOCOM (2)*, pages 585–594, 2000.

- [40] B. Williams and T. Camp. Comparison of broadcasting techniques for mobile ad hoc networks. In *Proceedings of the ACM International Symposium on Mobile Ad Hoc Networking and Computing (MOBIHOC)*, pages 194–205, 2002.
- [41] J. Wu and H. Li. On calculating connected dominating set for efficient routing in ad hoc wireless networks. In *Proc. of the Third International Workshop on Discrete Algorithms and Methods for Mobile Computing and Communications*, pages 7–14, August 1999.
- [42] Chun-Chuan Yang and Chao-Yu Chen. A reachability-guaranteed approach for reducing the broadcast storms in manets. In *Proceedings of IEEE Semiannual Vehicular Technology Conference (VTC-2002Fall)*, 2002.
- [43] M. Bani Yassein, M. Ould-Khaoua, L. Mackenzie, and S. Papanastasiou. Improving the performance of probabilistic flooding in manets. In *Proc. of International Workshop on Wireless Ad-hoc Networks*, May 2005.
- [44] Y. Yi, M. Gerla, , and T. Kwon. Efficient flooding in ad hoc networks using on-demand (passive) cluster formation. In *2nd Annual Mediterranean Ad Hoc Networking Workshop (Med-hoc-Net 2003)*, 2003.
- [45] Yunjung Yi, Taek Jin Kwon, and Mario Gerla. Passive clustering (pc) in ad hoc networks. Internet Draft, 2001.
- [46] Joon Yoo, Hong-Ryeol Gil, Jong-Won Lee, and Heekyoung Woo. An efficient flooding mechanism using implicit network information in wireless lan based ad hoc networks. *Telecommunications Review*, 12(6):858–867, 2002.
- [47] Q. Zhang and D.P. Agrawal. Dynamic probabilistic broadcasting in manets. *J. Parallel Distrib. Comput.*, 65:220–233, 2005.

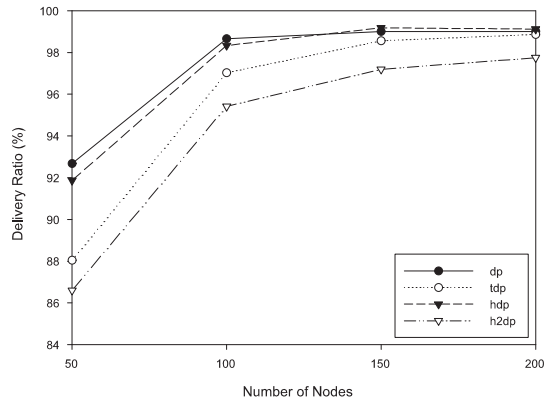
ΠΑΡΑΡΤΗΜΑ

- Πρώτο Συμπληρωματικό Μέρος Πειραμάτων
 - Δεύτερο Συμπληρωματικό Μέρος Πειραμάτων
-

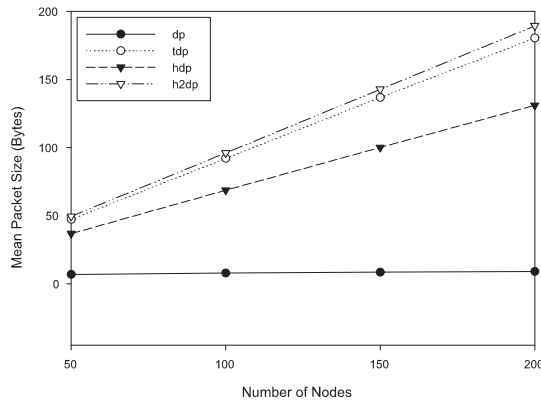
Στο Παράρτημα της αναφοράς παρουσιάζονται τα συμπληρωματικά αποτελέσματα των πειραμάτων που πραγματοποιήθηκαν για την αξιολόγηση των προτεινόμενων αλγόριθμων. Στο πρώτο μέρος παρουσιάζονται οι συμπληρωματικές γραφικές παραστάσεις που αφορούν την αξιολόγηση των προτεινόμενων αλγόριθμων HDP και H2DP. Στα πειράματα αυτά χρησιμοποιείται ρεαλιστικό μοντέλο κίνησης οχημάτων σε μια πόλη VANET. Τα αποτελέσματα διαφέρουν μόνο ποσοτικά, σε σύγκριση με αυτά που παρουσιάστηκαν στην ενότητα 4.3.1, όπου χρησιμοποιήθηκε το μοντέλο κίνησης RWP. Στο δεύτερο μέρος ακολουθούν τα συμπληρωματικά αποτελέσματα των πειραμάτων για αξιολόγηση του αλγόριθμου DPE. Στα πειράματα αυτά η περιοχή του δικτύου είναι $2000 \times 500 m^2$ και η μέγιστη ταχύτητα κίνησης φτάνει τα $5 m/sec$. Τα αποτελέσματα δεν δείχνουν κάποια ποιοτική διαφορά σε σχέση με αυτά που παρουσιάστηκαν στην ενότητα 4.3.2.



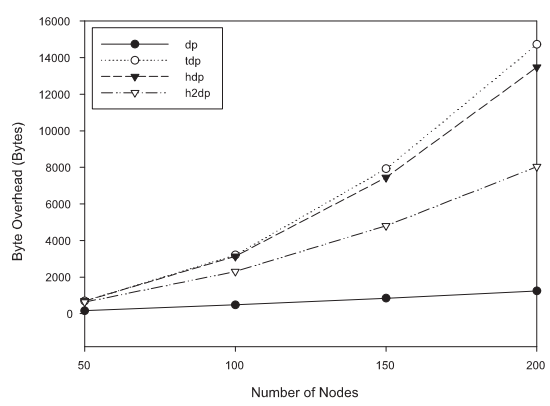
(a)



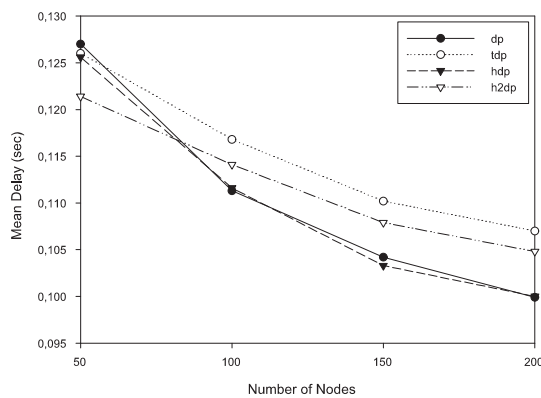
(b)



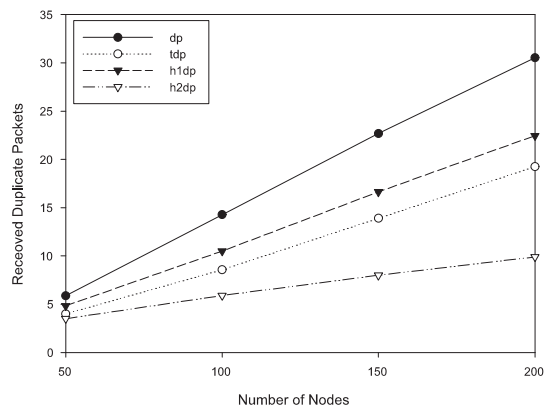
(c)



(d)

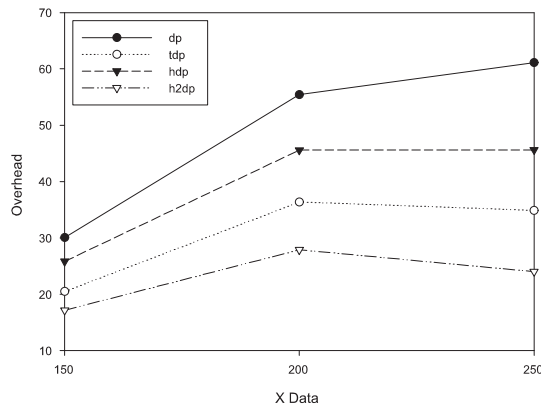


(e)

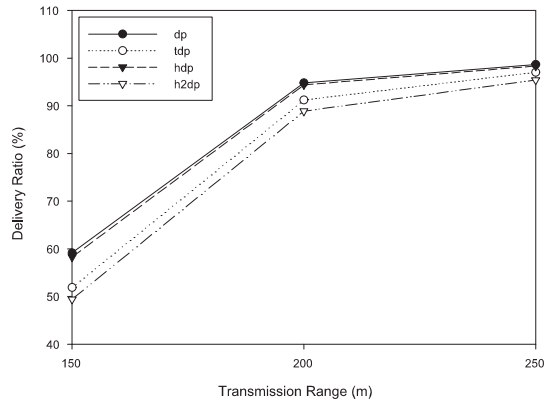


(f)

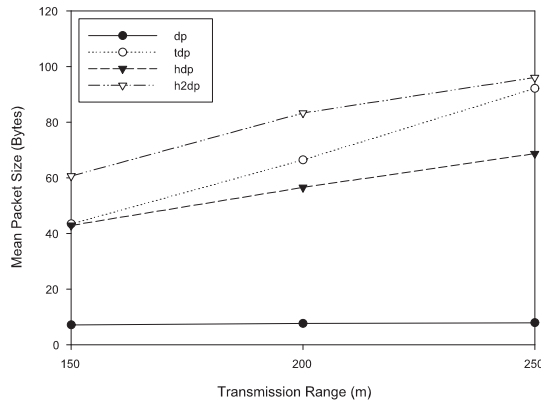
Σχήμα 5.1: Μέρος 1, Πείραμα 2: Απόδοση των αλγόριθμων σαν συνάρτηση του αριθμού των κόμβων σε δίκτυο $1000 \times 1000 m^2$ με μοντέλο κίνησης VANET



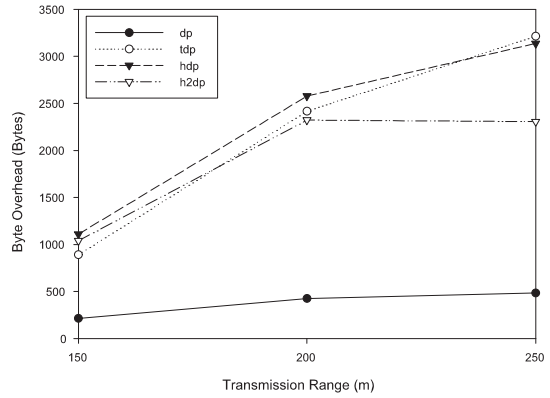
(a)



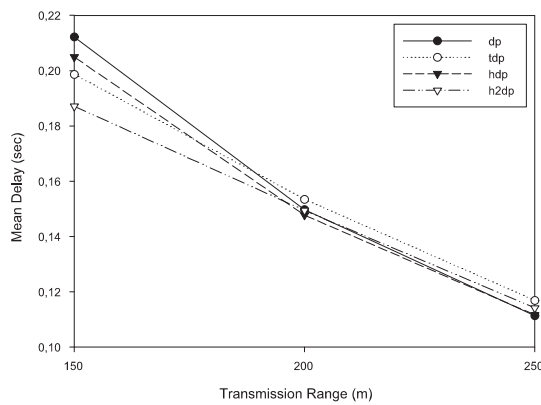
(b)



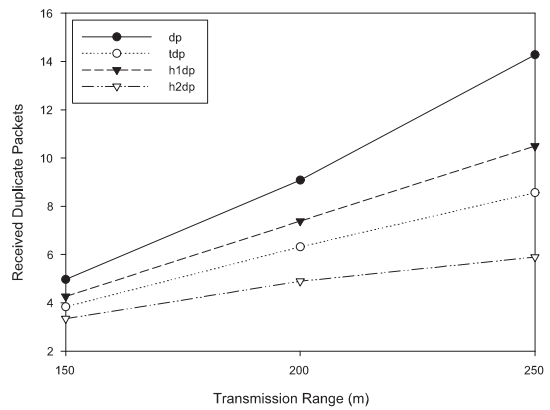
(c)



(d)

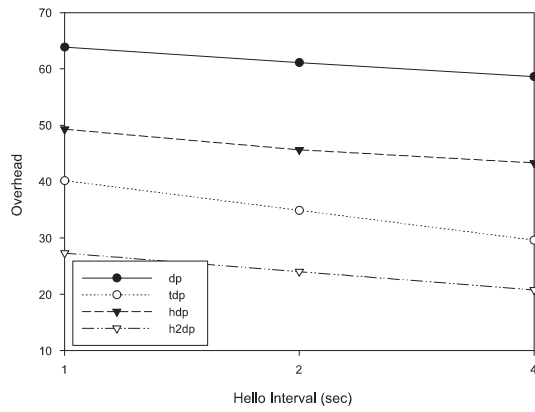


(e)

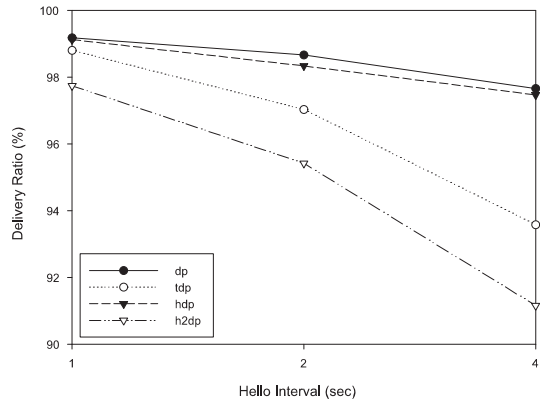


(f)

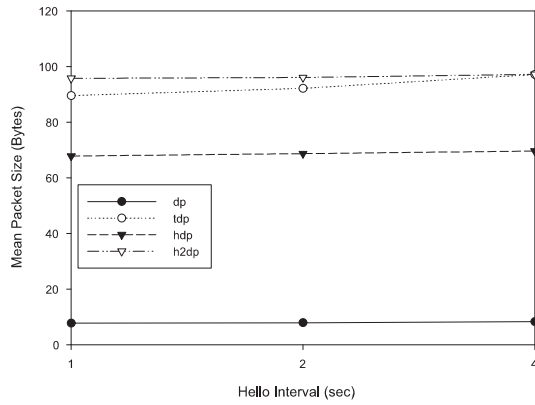
Σχήμα 5.2: Μέρος 1, Πείραμα 3: Απόδοση των αλγόριθμων σαν συνάρτηση της ακτίνας επικοινωνίας ενός κόμβου σε δίκτυο $1000 \times 1000 m^2$ με μοντέλο κίνησης VANET



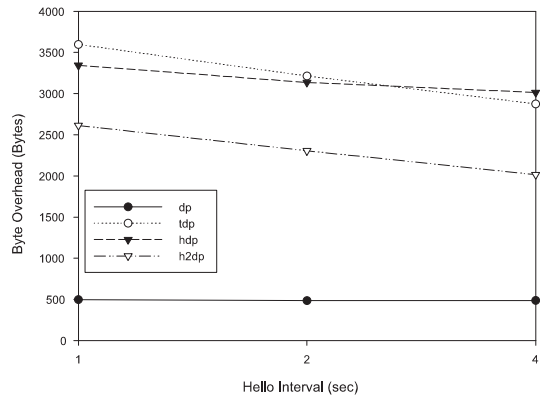
(a)



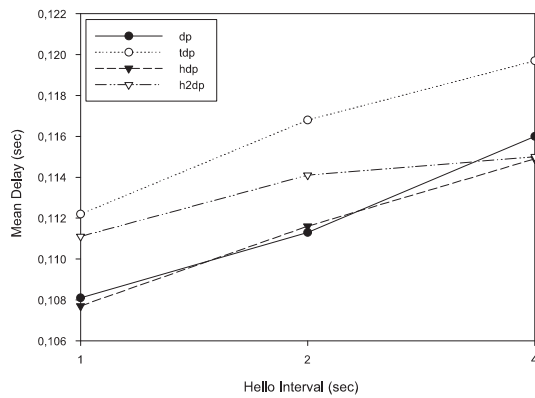
(b)



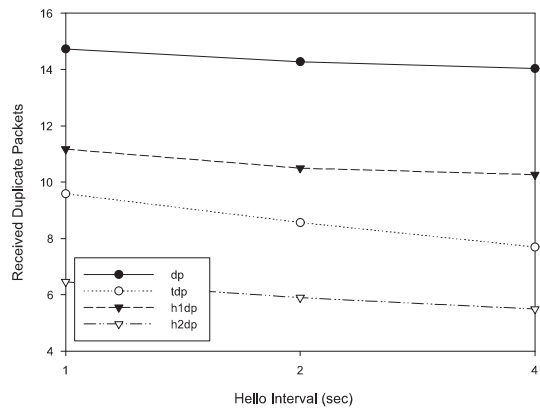
(c)



(d)

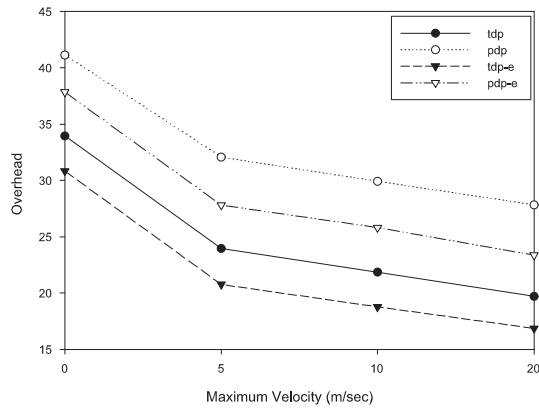


(e)

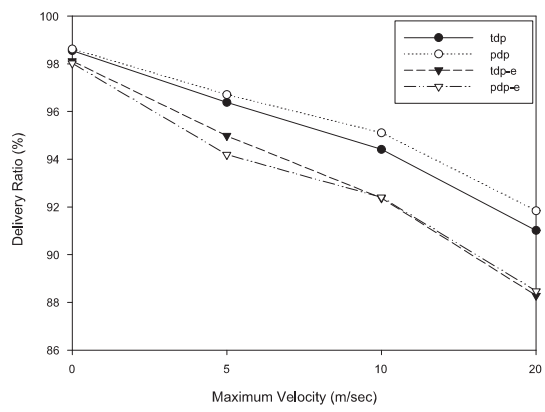


(f)

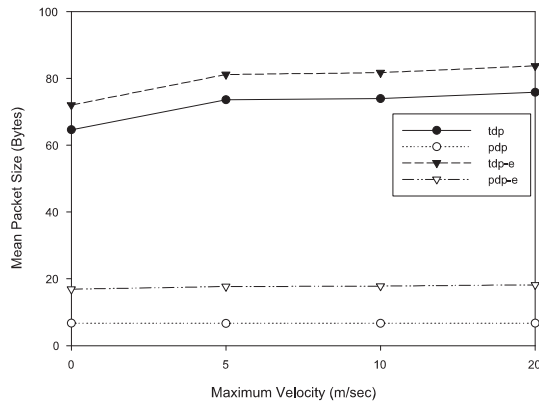
Σχήμα 5.3: Μέρος 1, Πείραμα 4: Απόδοση Αλγόριθμων σαν συνάρτηση του διαστήματος μεταδόσεων μηνυμάτων ελέγχου σε δίκτυο $1000 \times 1000 m^2$ με μοντέλο κίνησης VANET



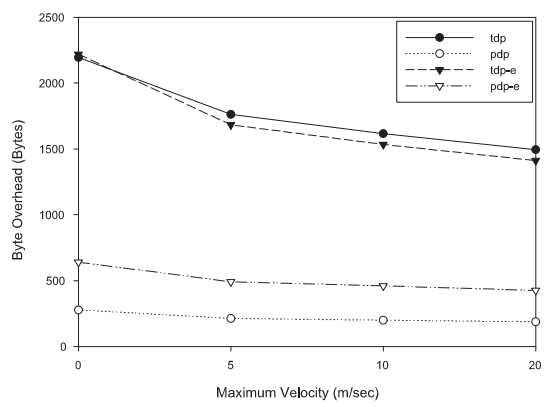
(a)



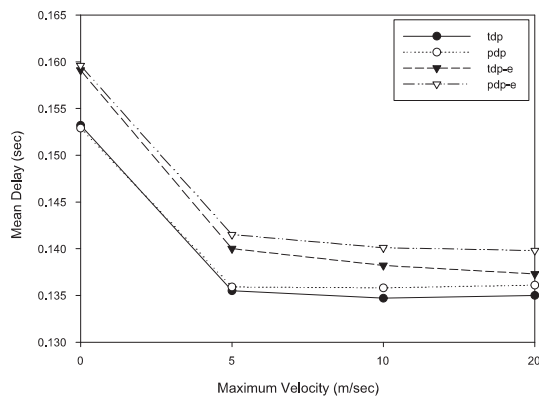
(b)



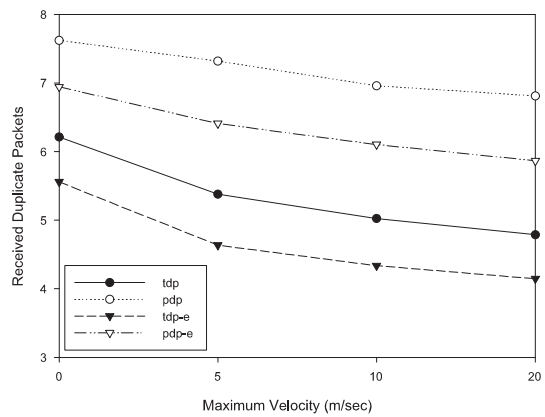
(c)



(d)

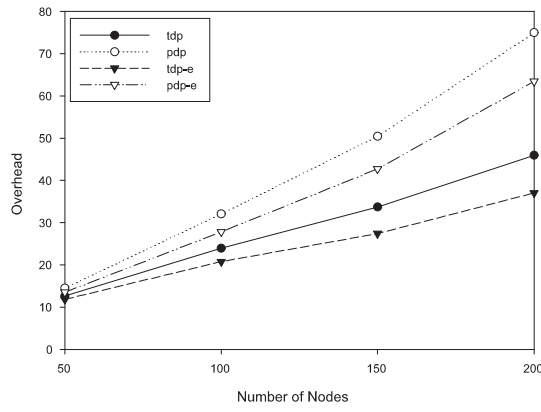


(e)

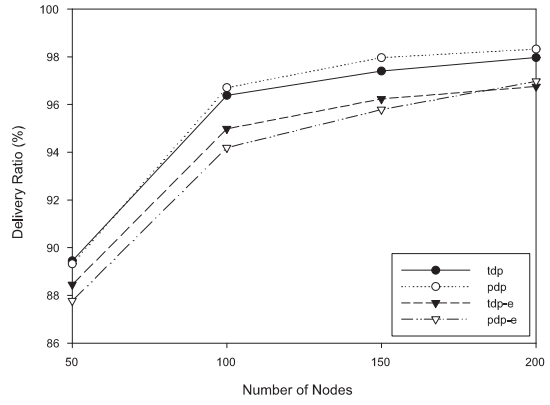


(f)

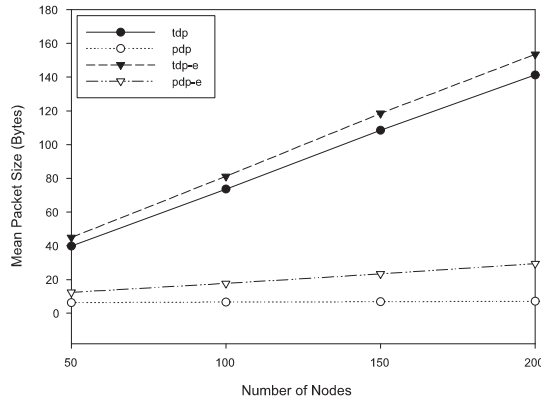
Σχήμα 5.4: Μέρος 2, Πείραμα 1: Απόδοση Αλγόριθμων σαν συνάρτηση της κινητικότητας των κόμβων σε δίκτυο $2000 \times 500 m^2$ με μέγιστη ταχύτητα $s = 5 m/sec$



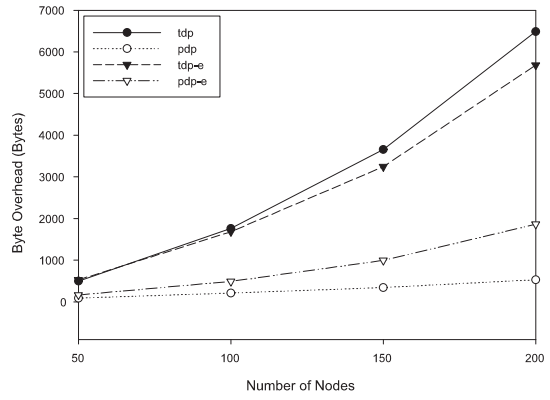
(a)



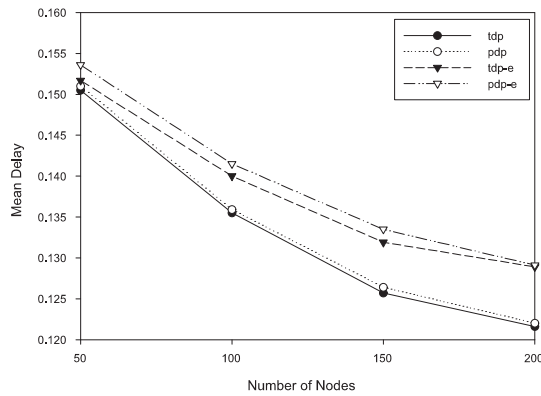
(b)



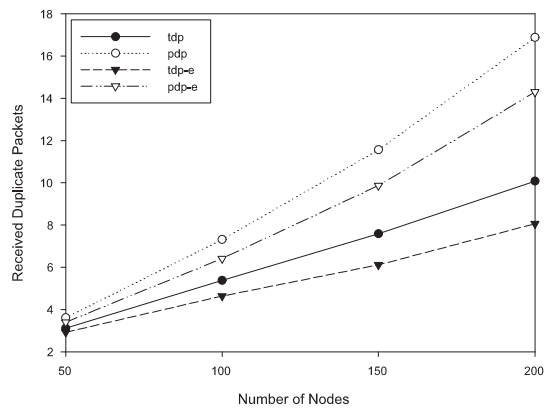
(c)



(d)

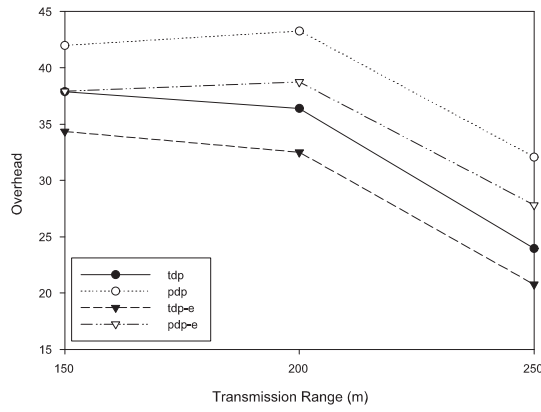


(e)

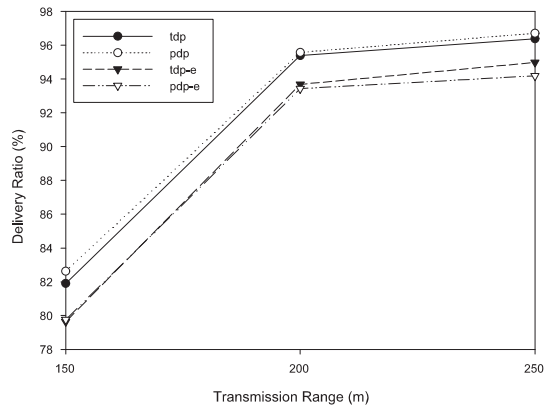


(f)

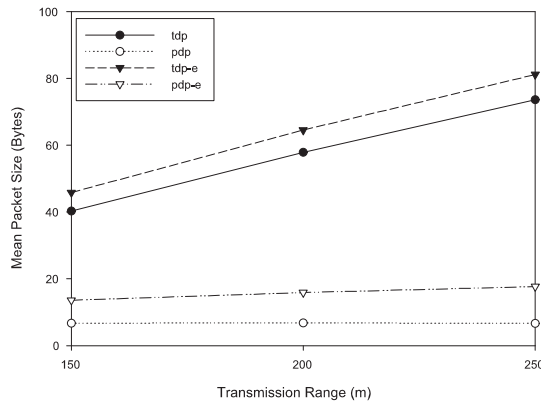
Σχήμα 5.5: Μέρος 2, Πείραμα 2: Απόδοση των αλγόριθμων σαν συνάρτηση του αριθμού των κόμβων σε δίκτυο $2000 \times 500 m^2$ με μέγιστη ταχύτητα $s = 5m/sec$



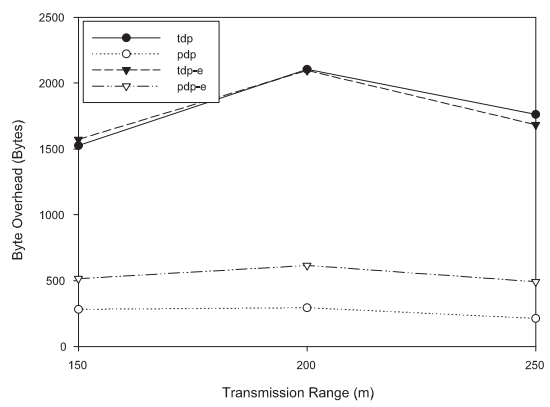
(a)



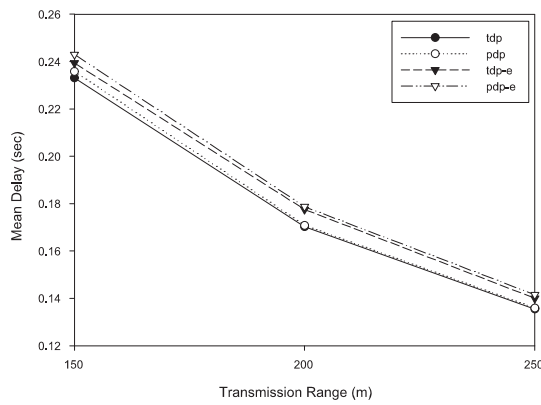
(b)



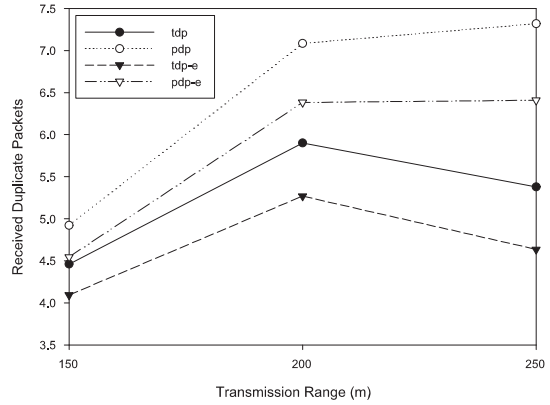
(c)



(d)

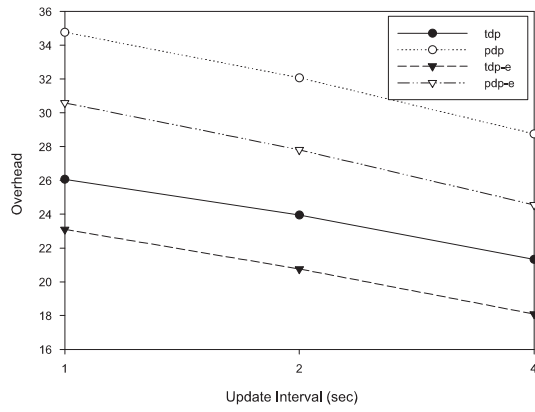


(e)

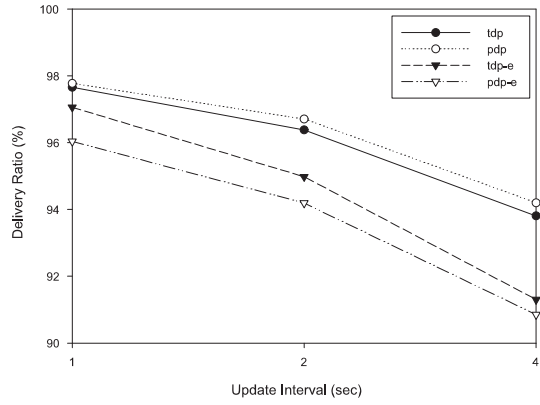


(f)

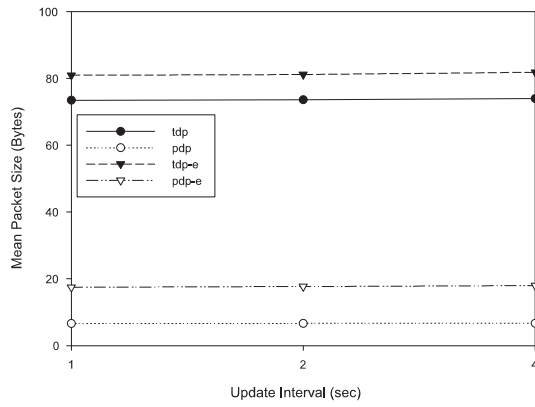
Σχήμα 5.6: Μέρος 2, Πείραμα 3: Απόδοση των αλγόριθμων σαν συνάρτηση της ακτίνας επικοινωνίας ενός κόμβου σε δίκτυο $2000 \times 500m^2$ με μέγιστη ταχύτητα $s = 5m/sec$



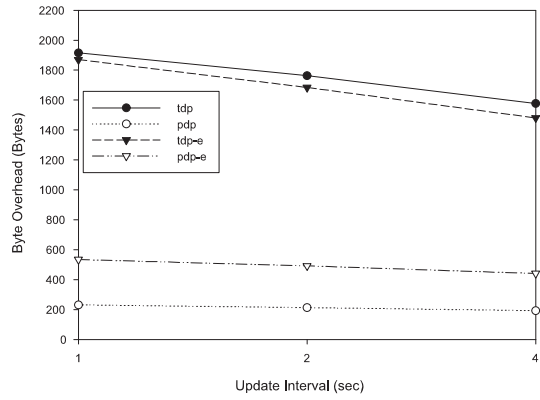
(a)



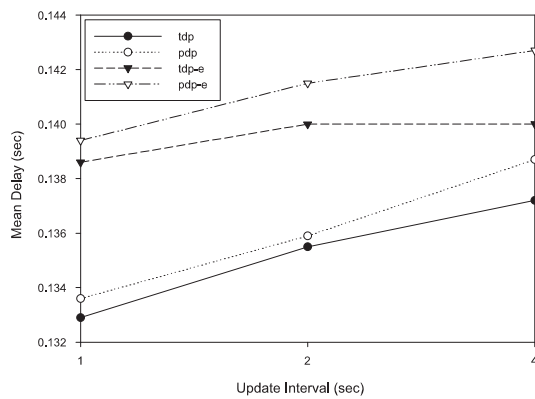
(b)



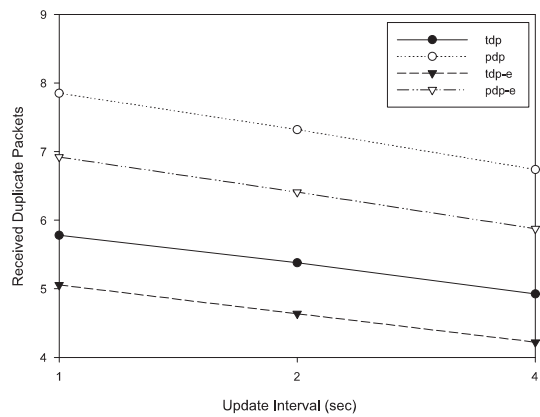
(c)



(d)



(e)



(f)

Σχήμα 5.7: Μέρος 2, Πείραμα 4: Απόδοση Αλγόριθμων σαν συνάρτηση του διαστήματος μεταδόσεων μηνυμάτων ελέγχου σε δίκτυο $2000 \times 500 m^2$ με μέγιστη ταχύτητα $s = 5 m/sec$

ΒΙΟΓΡΑΦΙΚΟ

Ο Σπυρίδων - Δημήτριος Αγάθος γεννήθηκε στην Κέρκυρα το έτος 1982 και μεγάλωσε στο χωριό Λιαπάδες του δημοτικού διαμερίσματος Παλαιοκαστρίτσας. Το Έτος 2001 εισήχθη στο τμήμα Πληροφορικής των Θετικών Επιστημών του Πανεπιστημίου Ιωαννίνων. Το έτος 2005 αποφοίτησε από την εν λόγω σχολή ενώ την ίδια χρονιά ξεκίνησε τις σπουδές του στο Μεταπτυχιακό Πρόγραμμα Σπουδών του ίδιου τμήματος.