

ΒΙΒΛΙΟΘΗΚΗ
ΠΑΝΕΠΙΣΤΗΜΙΟΥ ΙΩΑΝΝΙΝΩΝ



026000265367



Αλγόριθμοι Πολυδιανομής Προσανατολισμένοι στα
Δεδομένα

141

ΜΠΛΕ

Η ΜΕΤΑΠΤΥΧΙΑΚΗ ΕΡΓΑΣΙΑ ΕΞΕΙΔΙΚΕΥΣΗΣ

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

από τον

Αγγελίδα Θεοδόσιο

ως μέρος των Υποχρεώσεων για τη λήψη του

ΜΕΤΑΠΤΥΧΙΑΚΟΥ ΔΙΠΛΩΜΑΤΟΣ ΣΤΗΝ ΠΛΗΡΟΦΟΡΙΚΗ
ΜΕ ΕΞΕΙΔΙΚΕΥΣΗ
ΣΤΑ ΥΠΟΛΟΓΙΣΤΙΚΑ ΣΥΣΤΗΜΑΤΑ

Απρίλιος 2008



ΑΓΙΟΝ ΠΝΕΥΜΑΤΙΝΟ ΚΑΙ ΑΓΑΠΗΝ

ΑΝΤΙΣΤΑΣΕΩΣ

ΑΦΙΕΡΩΣΗ

Στην οικογένειά μου που με στηρίζει πάντοτε και στην Αγαθή:

ΑΝΤΙΣΤΑΣΕΩΣ

ΑΝΤΙΣΤΑΣΕΩΣ

ΑΝΤΙΣΤΑΣΕΩΣ

ΑΝΤΙΣΤΑΣΕΩΣ

ΑΝΤΙΣΤΑΣΕΩΣ

ΑΝΤΙΣΤΑΣΕΩΣ

ΑΝΤΙΣΤΑΣΕΩΣ

ΑΝΤΙΣΤΑΣΕΩΣ

ΑΝΤΙΣΤΑΣΕΩΣ

ΑΝΤΙΣΤΑΣΕΩΣ



ΕΥΧΑΡΙΣΤΙΕΣ

Θα ήθελα να ευχαριστήσω θερμά όλους τους ανθρώπους που μου συμπαραστάθηκαν και βοήθησαν με οποιονδήποτε τρόπο στην ολοκλήρωση αυτής της εργασίας. Ιδιαίτερες ευχαριστίες στον κ. Ζάρρα Απόστολο, λέκτορα του Τμ. Πληροφορικής Ιωαννίνων, τόσο για την γενικότερη βοήθεια που προσέφερε, όσο και ειδικότερα για τον χώρο που μου παραχώρησε στο γραφείο των μεταπτυχιακών του καθώς και το ότι δέχθηκε να αναλάβει ως επιβλέπωντας την εργασία αυτή λόγω κάποιου κωλύματος το οποίο παρουσιάστηκε. Τέλος να ευχαριστήσω θερμά τον κ. Παπαπέτρου Ευάγγελο, λέκτορα του Τμ. Πληροφορικής Ιωαννίνων, ο οποίος ήταν ο ουσιαστικός επιβλέπωντας της διατριβής αυτής, για την ομαλή, ουσιαστική συνεργασία και καθοδήγηση που μου παρείχε από την πτυχιακή μου εργασία ακόμα ως προπτυχιακός φοιτητής, μέχρι και την ολοκλήρωση της παρούσης διατριβής.



ΠΕΡΙΕΧΟΜΕΝΑ

1	Εισαγωγή	1
1.1	Κινητά Κατά Περίπτωση Δίκτυα	1
1.2	Παραδοσιακές και Προσανατολισμένες στα Δεδομένα Εφαρμογές	4
1.3	Κινητά Κατά Περίπτωση Δίκτυα και Προσανατολισμένες στα Δεδομένα Εφαρμογές	6
1.4	Αντικείμενο της Διατριβής	7
1.5	Διάρθρωση της Διατριβής	9
2	Το Πρόβλημα της Προσανατολισμένης στα Δεδομένα Πολυδιανομής	11
2.1	Μοντελοποίηση των MANETs	11
2.2	Χρήσιμοι Ορισμοί	12
2.3	Περιγραφή Προβλήματος	13
2.4	Ανασκόπηση Συναφών Εργασιών	15
2.4.1	Χρήση Υπερκείμενων Δικτύων (Overlays)	16
2.4.2	Παραδοσιακά Πρωτόκολλα Πολυδιανομής	16
2.4.3	Stateless Multicast	18
2.5	Κριτική Υπάρχουσων Τεχνικών	20
2.6	Προτεινόμενη Προσέγγιση	21
2.7	Ευρεία Μετάδοση	22
2.8	Ο Αλγόριθμος Total Dominant Pruning	26
3	Προτεινόμενες Cross Layer Τεχνικές Δρομολόγησης	31
3.1	Κοινοί Μηχανισμοί Προτεινόμενων Αλγορίθμων	32
3.2	Η Τεχνική SFS	35
3.3	Κριτήρια Τερματισμού	37
3.3.1	Ο Αλγόριθμος TDP-CT	37
3.3.2	Ο Αλγόριθμος TDP-ECT	40
3.4	Από τον GSC στον Αλγόριθμο GSC-C	44
3.4.1	Οι Αλγόριθμοι CTDP-CT και CTDP-ECT	45
4	Πειραματικές Μετρήσεις	47
4.1	Περιβάλλον Προσομοίωσης	47
4.1.1	Εργαλείο Προσομοίωσης	48



4.1.2	Μοντέλο Προσομοίωσης	48
4.2	Μέθοδοι Αξιολόγησης Αλγορίθμων και Μετρικές	53
4.2.1	Μετρικές Αξιολόγησης Αλγορίθμων	53
4.2.2	Οργάνωση Πειραμάτων	56
4.2.3	Παρουσίαση Αποτελεσμάτων	58
4.3	Σχολιασμός Αποτελεσμάτων	58
5	Συμπεράσματα	81
5.1	Συμπεράσματα	81
5.2	Μελλοντική Δουλειά	83



ΕΥΡΕΤΗΡΙΟ ΣΧΗΜΑΤΩΝ

1.1	Διαδικασία δρομολόγησης σε ένα MANET.	4
2.1	MANET: G_0	12
2.2	MANET: G_2	12
2.3	MANET κατά μήκος ενός δρόμου.	14
2.4	MANET χωρισμένο σε κλάσεις.	15
2.5	Σύνολο πολυδιανομής.	17
2.6	Πλημμύρα σε ένα MANET.	22
2.7	Ελάχιστο Συνεκτικό Κυρίαρχο Σύνολο.	23
2.8	Σύνολο προώθησης στον εκκινητή μιας εκπομπής.	24
2.9	Σύνολα με βάση τα οποία λειτουργεί ο αλγόριθμος Dominant Pruning. . . .	25
2.10	Σύνολα με βάση τα οποία λειτουργεί ο αλγόριθμος Total Dominant Pruning.	26
3.1	Χρησιμοποιούμενη δομή μηνύματος.	33
3.2	Λανθασμένη απόρριψη διπλοτύπου.	34
3.3	Δομή μηνύματος της τεχνικής SFS.	35
3.4	Λειτουργία TDP-CT.	37
3.5	Φαινόμενο κόμβου πύλης.	38
3.6	Κόμβοι αποκοπής από τον TDP-ECT.	42
3.7	GSC vs GSC-C.	44
4.1	Διαδρομή κόμβου με βάση το μοντέλο RWP.	49
4.2	Περιοχή πραγματικής κίνησης κόμβων.	50
4.3	Διαμέριση δικτύου.	52
4.4	Δύο μετρικές αξιολόγησης.	54
4.5	Πείραμα 1: Απόδοση αλγορίθμων για μετ/νη κινητικότητα κόμβων για το μοντέλο RWP σε περιοχή $1000 \times 1000 m^2$	61
4.6	Πείραμα 2: Απόδοση αλγορίθμων για μετ/νο αριθμό κόμβων για το μοντέλο RWP σε περιοχή $1000 \times 1000 m^2$	64
4.7	Πείραμα 2 (χαμηλή κινητικότητα - 5 m/sec): Απόδοση αλγορίθμων για μετ/νο αριθμό κόμβων για το μοντέλο RWP σε περιοχή $1000 \times 1000 m^2$	66
4.8	Πείραμα 3: Απόδοση αλγορίθμων για μετ/νη ακτίνα εμβέλειας για το μοντέλο RWP σε περιοχή $1000 \times 1000 m^2$	69



4.9	Πείραμα 3 (χαμηλή κινητικότητα - 5 m/sec): Απόδοση αλγορίθμων για μετ/νη ακτίνα εμβέλειας για το μοντέλο RWP σε περιοχή 1000x1000m ² . . .	71
4.10	Πείραμα 4: Απόδοση αλγορίθμων για μετ/νο αριθμό κλάσεων για το μοντέλο RWP σε περιοχή 1000x1000m ²	73
4.11	Πείραμα 4 (χαμηλή κινητικότητα - 5 m/sec): Απόδοση αλγορίθμων για μετ/νο αριθμό κλάσεων για το μοντέλο RWP σε περιοχή 1000x1000m ² . . .	76
4.12	Πείραμα 5: Απόδοση αλγορίθμων για μετ/νο ρυθμό αποστολής μηνυμάτων ελέγχου για το μοντέλο RWP σε περιοχή 1000x1000m ²	78
4.13	Πείραμα 5 (χαμηλή κινητικότητα - 5 m/sec): Απόδοση αλγορίθμων για μετ/νο ρυθμό αποστολής μηνυμάτων ελέγχου για το μοντέλο RWP σε περιοχή 1000x1000m ²	80
5.1	Πείραμα 2: Απόδοση αλγορίθμων για μετ/νο αριθμό κόμβων για το μοντέλο VANET.	88
5.2	Πείραμα 3: Απόδοση αλγορίθμων για μετ/νη ακτίνα εμβέλειας για το μοντέλο VANET.	89
5.3	Πείραμα 4: Απόδοση αλγορίθμων για μετ/νο αριθμό κλάσεων για το μοντέλο VANET.	90
5.4	Πείραμα 5: Απόδοση αλγορίθμων για μετ/νο ρυθμό αποστολής μηνυμάτων ελέγχου για το μοντέλο VANET.	91



ΕΥΡΕΤΗΡΙΟ ΠΙΝΑΚΩΝ

4.1 Παράμετροι προσομοιώσεων.....	52
-----------------------------------	----



ΕΥΡΕΤΗΡΙΟ ΑΛΓΟΡΙΘΜΩΝ

1	Ψευδοκώδικας του αλγορίθμου TDP.	27
2	Ψευδοκώδικας του αλγορίθμου GSC.	28
3	Ψευδοκώδικας της τεχνικής SFS.	36
4	Ψευδοκώδικας του αλγορίθμου TDP-CT.	39
5	Ψευδοκώδικας του αλγορίθμου TDP-ECT.	43
6	Ψευδοκώδικας του αλγορίθμου GSC-C.	46



ΠΕΡΙΛΗΨΗ

Θεοδόσιος Αγγελίδης του Βασιλείου και της Βασιλικής. MSc, Τμήμα Πληροφορικής, Πανεπιστήμιο Ιωαννίνων, Φεβρουάριος, 2008. Αλγόριθμοι Πολυδιανομής Προσανατολισμένοι στα Δεδομένα.

Επιβλέπωντας: Ζάρρας Απόστολος.

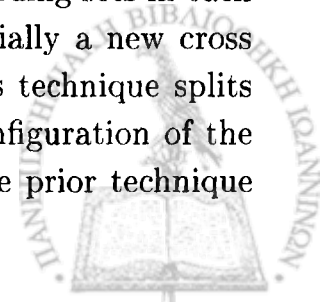
Τα κινητά κατά περίπτωση δίκτυα (MANETs) πολλαπλών αλμάτων αποτελούν μια ιδιαίτερα δημοφιλή κατηγορία τοπικών ασυρμάτων δικτύων (WLANs), λόγω της ευελιξίας τους και των πολλών εφαρμογών που έχουν. Μέχρι πρόσφατα οι εφαρμογές που αναπτύσσονταν για αυτού του είδους τα δίκτυα, προέβλεπαν τον εξ' αρχής σαφή καθορισμό των άκρων επικοινωνίας από τον ίδιο τον χρήστη. Πρόσφατα όμως παρουσιάστηκαν εφαρμογές διαφορετικού τύπου στις οποίες τα άκρα επικοινωνίας καθορίζονται από τις ίδιες τις εφαρμογές κατά την λειτουργία τους και πιο συγκεκριμένα από τα δεδομένα που διακινούνται. Οι απαιτήσεις των εφαρμογών αυτών είναι πλέον διαφορετικές όσον αφορά το επίπεδο δικτύου, αφού πολλές φορές απαιτείται ταυτόχρονη επικοινωνία με περισσότερα από ένα σημεία επικοινωνίας. Έτσι το πρόβλημα άπτεται λειτουργιών όπως αυτή της πολυδιανομής. Στην περίπτωση μας αναφερόμαστε σε πολυδιανομή προσανατολισμένη στα δεδομένα. Στην παρούσα διατριβή μελετάται το δεδομένο πρόβλημα και προτείνεται ένας cross layer μηχανισμός αντιμετώπισης αυτού του είδους της πολυδιανομής. Βασισμένη στον γνωστό αλγόριθμο TDP, που χρησιμοποιείται για το πρόβλημα της εκπομπής, προτείνεται μια τεχνική εκμετάλλευσης των χαρακτηριστικών του επιπέδου εφαρμογών (SFS) και δύο νέοι αλγόριθμοι εξυπηρέτησης τέτοιων εφαρμογών, οι TDP-CT και TDP-ECT. Επίσης μελετήθηκε ο γνωστός αλγόριθμος GSC, που χρησιμοποιείται για την παραγωγή συνόλων προώθησης από πολλούς αλγόριθμους και τον TDP, και προτείνεται ένας νέος αλγόριθμος (GSC-C) ο οποίος εκμεταλλεύεται χαρακτηριστικά του επιπέδου εφαρμογών για την παραγωγή των συνόλων αυτών. Τέλος παρουσιάζονται δύο αλγόριθμοι οι οποίοι προέκυψαν από τον συνδιασμό του GSC-C με τους TDP-CT και TDP-ECT. Αυτοί είναι οι CTDP-CT και CTDP-ECT. Πραγματοποιήθηκαν διάφορες προσομοιώσεις των προτεινόμενων αλγορίθμων σε ρεαλιστικές συνθήκες δικτύων. Τα αποτελέσματα έδειξαν ότι οι προτεινόμενοι αλγόριθμοι μπορούν να εξυπηρετήσουν αποτελεσματικά εφαρμογές που απαιτούν πολυδιανομή προσανατολισμένη στα δεδομένα μειώνοντας ταυτόχρονα αρκετά την επιβάρυνση που επιφέρεται στο δίκτυο από τη λειτουργία τους σε σχέση με τους κλασσικούς αλγορίθμους εκπομπής.



EXTENDED ABSTRACT IN ENGLISH

Wireless networks have become more and more popular during the last years. Specifically local wireless networks (WLANs) have spread in a frantic manner since nowadays we meet them in almost every aspect of our everyday life. One of the most interesting WLANs subcategories, are the multihop Mobile Ad - hoc Networks (MANETs). These networks do not require any kind of infrastructure since nodes communicate with each other either directly, one being in the range of the other, or indirectly via other nodes that propagate the messages towards their destinations. This means that any node participating in such a network is required to act as a router. Thus in the case of two nodes communicating, paths are formed via the intermediate nodes that consist of many hops and that is why such a network is called multihop.

Until recently the applications developed for these kinds of networks insisted that the user had to specify explicitly the communication endpoints while using the application. Lately though, a new kind of applications appeared. These applications require that the communication endpoints are specified by the application itself and more specifically by the information exchanged. Furthermore many of these applications focus on the simultaneous communication with multiple endpoints. Thus we refer to a special kind of multicasting called *Data Centric Multicasting*. Of course such a thing poses new requirements to the whole routing process and the network level design (OSI). In this study a new cross layer technique is proposed so as to address these requirements. A cross layer technique offers the ability of exploiting information of the application level in favor of the routing process by inserting them directly into the routing functions. Our main concerns were to create on demand algorithms that would insert the least possible communication overhead while ensuring the dynamic creation of the multicast groups. There are traditional algorithms that try to solve the broadcast storm problem that are simple, efficient and on-demand. These algorithms try to apply an efficient network layer broadcast by solving the MCDS problem. Due to their appealing attributes one such algorithm was chosen, TDP that is considered one of the most effective, as the base for creating the new algorithms. TDP, like the rest algorithms of this category, creates forwarding sets in each node so as to lessen the unnecessary transmissions. In this study initially a new cross layer technique exploiting the forwarding sets is presented (SFS). This technique splits the forwarding sets in an appropriate manner making the dynamic configuration of the multicast groups easier. Right after that two new algorithms using the prior technique



are proposed, TDP-CT and TDP-ECT, that impose new stopping criteria enhancing the lessening of the superfluous transmissions while not affecting their delivering efficiency. These algorithms try to detect nodes in which the transmission is truly unnecessary, and inhibit them from transmitting. TDP-CT tries to stop nodes from transmitting when they have no neighbors of the multicast group while TDP-ECT advances further trying to stop except for the previous ones, additional inner nodes that do not need to transmit. Continuing another issue is addressed. GSC is a popular algorithm used by efficient broadcast algorithms and TDP, in order for them to export the forwarding sets at every node. This algorithm is greedy and thus not optimal. Our concern was to modify the existing algorithm in a way that it could make immediate use of the information of the application level while exporting the forwarding sets. So we came up with a new algorithm, GSC-C, that uses the application level information during the forwarding sets creation so as to enhance the approach of the multicast group nodes that each time are searched. This algorithm results in a bit larger forwarding sets, but in combination with the SFS technique produces encouraging results. After that the next step was to combine the existing algorithms TDP-CT and TDP-ECT with this algorithm. The result were two new algorithms CTDP-CT and CTDP-ECT. These algorithms combine all the advantages of the algorithms produced.

All algorithms were tested in realistic scenarios with the ns2 simulator and proved to be quite efficient addressing the data centric multicast problem. In every case the imported network overhead was lessened comparing to the traditional algorithm TDP. In the mean time their efficiency proved to be practically equal and in many cases better than that of TDP. This behaviour appeared more intense especially in medium mobility networks where the proposed algorithms proved to be superior. To sum up, cross layer techniques are a very new trend that is being developed as we speak. There are many issues to be addressed in the future and many aspects of the problem to be examined. Many scientific teams are working towards this direction and all we have to do is wait and see the future evolvement of these techniques.



ΚΕΦΑΛΑΙΟ 1

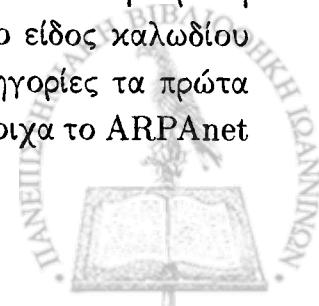
ΕΙΣΑΓΩΓΗ

-
- 1.1 Κινητά Κατά Περίπτωση Δίκτυα
 - 1.2 Παραδοσιακές και Προσανατολισμένες στα Δεδομένα Εφαρμογές
 - 1.3 Κινητά Κατά Περίπτωση Δίκτυα και Προσανατολισμένες στα Δεδομένα Εφαρμογές
 - 1.4 Αντικείμενο της Διατριβής
 - 1.5 Διάρθρωση της Διατριβής
-

1.1 Κινητά Κατά Περίπτωση Δίκτυα

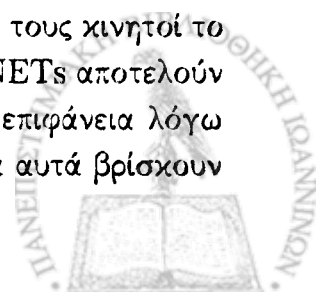
Τα δίκτυα υπολογιστών άρχισαν να εμφανίζονται στα μέσα του αιώνα μας και ακολούθησαν μια πραγματικά αξιοθαύμαστη εξελικτική πορεία. Από το ARPAnet (1969) και τα πρώτα δίκτυα τα οποία αναπτύχθηκαν για καθαρά στρατιωτικούς σκοπούς, περάσαμε τη δεκαετία του '80 στην ευρεία υιοθέτησή τους από τα πανεπιστήμια και την ακαδημαϊκή κοινότητα. Από εκεί και ύστερα η διάδοση των δικτύων υπήρξε αλματώδης με αποτέλεσμα σήμερα να αποτελούν αναπόσπαστο κομμάτι του τεχνολογικού μας κόσμου, της κοινωνίας και της ζωής μας γενικότερα. Η τεράστια αυτή διάδοση των δικτύων συνετέλεσε τα μέγιστα στη διάδοση των ηλεκτρονικών υπολογιστών ενώ έθεσε και περαιτέρω προβληματισμούς στην εξέλιξή τους.

Τα δίκτυα υπολογιστών χωρίζονται σε δύο κατηγορίες με βάση τον τρόπο με τον οποίο συνδέονται μεταξύ τους οι συσκευές που τα απαρτίζουν (υπολογιστές ή οποιουδήποτε είδους υπολογιστικές συσκευές). Αυτές είναι τα ενσύρματα και τα ασύρματα δίκτυα. Στην πρώτη κατηγορία οι συσκευές συνδέονται μεταξύ τους χρησιμοποιώντας κάποιο είδος καλωδίου ενώ στη δεύτερη το μέσο επικοινωνίας είναι ο αέρας. Και στις δύο κατηγορίες τα πρώτα δίκτυα που δημιουργήθηκαν είχαν στρατιωτικούς σκοπούς και ήταν αντίστοιχα το ARPAnet το 1969 (ενσύρματο δίκτυο) και το ALOHA το 1970 (ασύρματο δίκτυο).



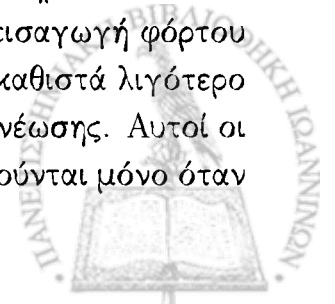
Τα ασύρματα δίκτυα, τα οποία και μας ενδιαφέρουν, έχουν γίνει ιδιαίτερος δημοφιλή λόγω των περιορισμένων απαιτήσεων που εμφανίζουν για τη συμμετοχή κάποιου κόμβου σε αυτά, της ιδιαίτερης ευελιξίας τους, αλλά και της πληθώρας των εφαρμογών που αναπτύσσονται συνεχώς ειδικά για τέτοια δίκτυα. Αυτά, κατηγοριοποιούνται περαιτέρω με βάση την ευρύτητα της περιοχής κάλυψης, δηλαδή με το μέγεθος της περιοχής την οποία καλύπτουν. Τα πιο μεγάλα δίκτυα ονομάζονται WWANs (Wireless Wide Area Networks) ή ασύρματα δίκτυα ευρείας περιοχής που είναι και τα μεγαλύτερα αφού καλύπτουν μεγάλες γεωγραφικές περιοχές. Τέτοια δίκτυα είναι τα δορυφορικά και τα δίκτυα κινητής τηλεφωνίας. Αμέσως μετά, έρχονται τα WMANs (Wireless Metropolitan Area Networks) ή ασύρματα Μητροπολιτικά δίκτυα που καλύπτουν εκτάσεις της τάξης μιας ολόκληρης πόλης. Τέλος, τα μικρότερα σε μέγεθος ασύρματα δίκτυα ονομάζονται WLANs (Wireless Local Area Networks) ή ασύρματα τοπικά δίκτυα. Η περιοχή κάλυψης αυτών των δικτύων είναι σχετικά μικρή αφού συνήθως καλύπτουν χώρους περιορισμένης έκτασης όπως έναν ή περισσότερους ορόφους σε κτίρια ή π.χ. μια πλατεία. Ωστόσο πρέπει να αναφερθεί ότι έχουν επίσης δημιουργηθεί και WLANs λίγο μεγαλύτερης έκτασης, τα οποία εντοπίζονται σε χώρους, όπως π.χ. πανεπιστημιακά συγκροτήματα, όπου μπορεί να καλύπτονται ομάδες κτιρίων, ή μια σχετικά πιο ευρεία περιοχή. Αυτού του είδους τα δίκτυα έχουν αναπτυχθεί και διαδοθεί ιδιαίτερος τα τελευταία χρόνια με αποτέλεσμα να τα συναντάμε πολύ συχνά σε δημόσιους χώρους όπου παρέχεται πρόσβαση στο διαδίκτυο (αεροδρόμια, λιμάνια, χώρους αναμονής, πλατείες δήμων, καφετέριες κ.λ.π.), σε συνεδριακούς χώρους όπου απαιτείται η γρήγορη και χωρίς κόπο ανταλλαγή πληροφοριών, σε επιχειρήσεις ή ακόμα και για ιδιωτική χρήση σε σπίτια.

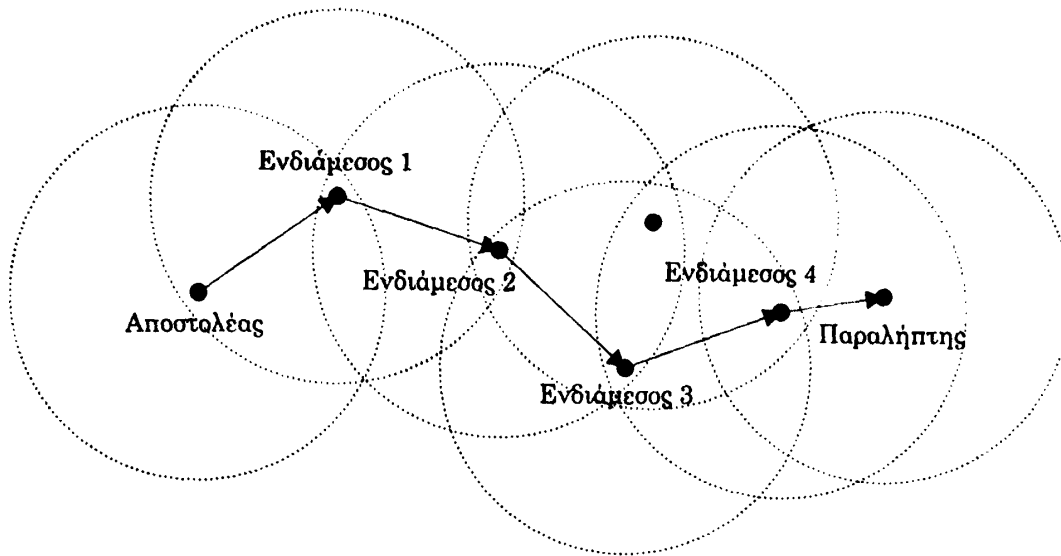
Τα ασύρματα δίκτυα στα οποία θα εστιάσουμε είναι τα WLANs, τα οποία όπως αναφέρθηκε, έχουν γνωρίσει ιδιαίτερη ανάπτυξη τα τελευταία χρόνια λόγω των πολλών εφαρμογών τους. Τα ασύρματα τοπικά δίκτυα χωρίζονται μεταξύ τους περαιτέρω, σύμφωνα με τον τρόπο που είναι οργανωμένα και λειτουργούν. Έτσι υπάρχουν τα Δομημένα (Infrastuctured) και τα Κατά Περίπτωση (Ad - Hoc) ασύρματα δίκτυα. Τα δομημένα δίκτυα είναι εκείνα τα οποία διαθέτουν τουλάχιστον έναν σταθερό κεντρικό κόμβο ο οποίος και αναλαμβάνει τη ρύθμιση της επικοινωνίας μεταξύ των μελών του δικτύου. Η ύπαρξη αυτού του κόμβου προϋποθέτει ότι για να λειτουργήσει σωστά ένα τέτοιο δίκτυο πρέπει οι κόμβοι του δικτύου να μπορούν να επικοινωνήσουν με τον κεντρικό κόμβο. Δηλαδή πρέπει όλοι να βρίσκονται εντός της εμβέλειας αυτού. Αντίθετα στα κατά περίπτωση δίκτυα δεν απαιτείται κανενός είδους υποδομή. Εδώ δεν υπάρχει σταθερός κόμβος, η λειτουργία του δικτύου είναι κατανεμημένη και οι κόμβοι μπορούν να εισέρχονται και να εξέρχονται από το δίκτυο αυθαίρετα. Ωστόσο, οι κόμβοι που συμμετέχουν σε ένα τέτοιο δίκτυο προκειμένου να επικοινωνήσουν με κάποιον άλλο κόμβο, απαιτείται να βρίσκονται εντός της εμβέλειας αυτού. Σε ένα τέτοιο δίκτυο μπορεί να έχουμε σταθερούς ή κινητούς κόμβους. Δεν αποκλείεται όμως να έχουμε και συνδυασμό κινητών με ακίνητους κόμβους. Στην περίπτωση που οι κόμβοι ενός τέτοιου δικτύου είναι όλοι ή στην πλειοψηφία τους κινητοί το δίκτυο αποκαλείται MANET (Mobile Ad-hoc NETWORK). Τα δίκτυα MANETs αποτελούν μια ερευνητική πρόταση - επέκταση των ad-hoc δικτύων, που ήρθε στην επιφάνεια λόγω των σημαντικά περισσότερων εφαρμογών τους. Για παράδειγμα τα δίκτυα αυτά βρίσκουν



άμεση εφαρμογή σε καταστάσεις έκτακτης ανάγκης όπως είναι οι φυσικές καταστροφές και οι περιπτώσεις έρευνας και διάσωσης όπου η υποδομή για ενσύρματα δίκτυα είναι ανύπαρκτη. Για τους ίδιους λόγους χρησιμοποιούνται από τις αρχές επιβολής του νόμου και τον στρατό, ενώ πολύ διαδεδομένη είναι η χρήση τους σε δίκτυα αισθητήρων. Σε αυτά τα δίκτυα όταν ένας κόμβος θέλει να επικοινωνήσει με κάποιον άλλο κόμβο μπορεί να βρεθεί σε δύο καταστάσεις. Πρώτον να βρίσκεται εντός της εμβέλειας του κόμβου που τον ενδιαφέρει όποτε και επικοινωνεί απευθείας με αυτόν. Σε αυτήν την περίπτωση η επικοινωνία λέγεται *one hop* ή *ενός άλματος* αφού είναι εφικτή με μία μετάδοση. Τα δίκτυα στα οποία επιτρέπεται μόνο αυτού του είδους η επικοινωνία ονομάζονται απλά MANETs. Είναι πιθανό όλοι οι κόμβοι να βρίσκονται σε επικοινωνία ενός άλματος μεταξύ τους. Αν όμως αναλογιστούμε ότι όλοι οι κόμβοι είναι κινητοί και δεν ακολουθούν κάποιο μοτίβο κίνησης άλλα κινούνται αυθαίρετα, θα καταλάβουμε ότι κάτι τέτοιο δεν συμβαίνει συχνά. Αντίθετα συνήθως ένας κόμβος δεν βρίσκεται εντός της εμβέλειας του κόμβου με τον οποίο τον ενδιαφέρει να επικοινωνήσει. Σε αυτή την περίπτωση, προκειμένου να γίνει εφικτή η επικοινωνία, θα πρέπει να συμβάλλουν οι κόμβοι που παρεμβάλλονται μεταξύ των δύο έτσι ώστε τα μηνύματα να βρουν τον προορισμό τους εκατέρωθεν. Αυτό γίνεται με τους ενδιάμεσους κόμβους να προωθούν τα μηνύματα προς τον προορισμό τους. Σε αυτή την περίπτωση έχουμε μια επικοινωνία *multihop* ή *πολλών αλμάτων*. Η επικοινωνία πολλών αλμάτων είναι βασικό χαρακτηριστικό των δικτύων που ονομάζονται multihop MANETs. Όταν οι κόμβοι προωθούν, ως ενδιάμεσοι, τα μηνύματα για λογαριασμό άλλων τότε δημιουργείται μια διαδρομή από την οποία περνά το μήνυμα προκειμένου να φτάσει στον προορισμό του. Αυτή η κατάσταση απεικονίζεται στο Σχήμα 1.1. Οι κανόνες με βάση τους οποίους θα πρέπει ένας ενδιάμεσος κόμβος να προωθεί ένα μήνυμα ή όχι, ορίζονται από την δρομολόγηση. Ωστόσο, σε ένα MANET το κυρίαρχο πρόβλημα που η δρομολόγηση πρέπει να αντιμετωπίσει είναι αυτό της μεταβλητότητας της τοπολογίας. Οι κόμβοι σε ένα τέτοιο δίκτυο κινούνται συνέχεια με αποτέλεσμα να αλλάζει συνεχώς η τοπολογία του δικτύου με απρόβλεπτο τρόπο. Αυτό το γεγονός καθιστά την δρομολόγηση αρκετά απαιτητική και δύσκολη διαδικασία. Σε ένα τέτοιο δίκτυο η προϋπόθεση ώστε ένας κόμβος να συμμετέχει σε αυτό είναι να βρίσκεται εντός της εμβέλειας τουλάχιστον ενός άλλου κόμβου του δικτύου και να λειτουργεί ως δρομολογητής.

Πριν προχωρήσουμε όμως, ας δούμε λίγα πράγματα για τα συνήθη πρωτόκολλα δρομολόγησης που εφαρμόζονται στα MANETs. Οι αλγόριθμοι αυτοί χωρίζονται σε τρεις μεγάλες κατηγορίες. Πρώτη κατηγορία είναι αυτή των αλγορίθμων Περιοδικής Ανανέωσης. Οι αλγόριθμοι αυτοί έχουν σαν κύριο χαρακτηριστικό την περιοδική εκτέλεση τους και την χρήση περιοδικών μηνυμάτων ελέγχου. Ξεκινούν με το να καθορίζουν όλες τις διαδρομές προς όλους τους κόμβους του δικτύου και εν συνεχεία απλά τις συντηρούν. Παραδείγματα τέτοιων πρωτοκόλλων είναι τα DSDV, GSR, STAR, HSR κ.α.[3]. Μειονέκτημα αυτών των πρωτοκόλλων είναι η χρήση περιοδικών μηνυμάτων και κατά συνέπεια η εισαγωγή φόρτου στο δίκτυο. Πέραν αυτού όμως η δομή και ο τρόπος λειτουργίας τους τα καθιστά λιγότερο ευέλικτα. Δεύτερη κατηγορία είναι αυτή των αλγορίθμων Αιτούμενης Ανανέωσης. Αυτοί οι αλγόριθμοι δεν χρησιμοποιούν περιοδικά μηνύματα ελέγχου και ενεργοποιούνται μόνο όταν





Σχήμα 1.1: Διαδικασία δρομολόγησης σε ένα MANET.

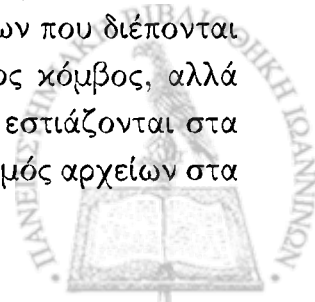
απαιτείται. Διαθέτουν μηχανισμούς ανακάλυψης διαδρομών με τους οποίους κάθε φορά βρίσκουν τις διαδρομές που θα χρησιμοποιήσουν. Τα πρωτόκολλα αιτούμενης ανανέωσης είναι πιο αποδοτικά από αυτά της προηγούμενης κατηγορίας αφού εισάγουν πολύ λιγότερο κόστος στο δίκτυο απαιτώντας λιγότερα μηνύματα ελέγχου και διότι είναι πιο ευέλικτα. Μελέτες που έχουν γίνει αποδεικνύουν το γεγονός αυτό [3, 6, 25]. Τέτοια πρωτόκολλα είναι το DSR [3], το SASR [22] κ.α.. Τέλος υπάρχουν και τα Υβριδικά πρωτόκολλα τα οποία προσπαθούν να συνδυάσουν μηχανισμούς από πρωτόκολλα τόσο περιοδικής όσο και αιτούμενης ανανέωσης. Τέτοια είναι τα SLURP, ZHLS, ZRP [3] κ.α.. Από όλα όσα προαναφέραμε γίνεται κατανοητό ότι το πιο σημαντικό πρόβλημα σε ένα τέτοιο δίκτυο είναι η δρομολόγηση των πακέτων. Η δρομολόγηση σε ένα δίκτυο MANET είναι αρκετά απαιτητική, λόγω της φύσης του, και καλείται να αντιμετωπίσει πληθώρα προβλημάτων. Έτσι πολλοί ερευνητές ασχολούνται με το ζήτημα αυτό προσπαθώντας να βρουν αποδοτικές λύσεις.

1.2 Παραδοσιακές και Προσανατολισμένες στα Δεδομένα Εφαρμογές

Μέχρι πρόσφατα η συντριπτική πλειοψηφία των δικτυακών εφαρμογών που αναπτύσσονταν προέβλεπαν τον σαφή καθορισμό των μερών της επικοινωνίας από τον χρήστη. Δηλαδή ο χρήστης ενεργά κατά την χρήση των εφαρμογών καθόριζε τα σημεία με τα οποία επιθυμούσε να επικοινωνήσει. Έτσι μπορεί να απαιτούσε να επικοινωνήσει με ένα ή περισσότερα σημεία ταυτόχρονα. Στην πρώτη περίπτωση η επικοινωνία είναι του τύπου σημείου προς σημείο και υιοθετείται κατά κόρον από τις εφαρμογές που ακολουθούν το μοντέλο πελάτη - εξυπηρετητή (Client/Server), όπου απαιτείται σε κάθε περίπτωση η επικοινωνία μεταξύ δύο σημείων, του πελάτη και του εξυπηρετητή. Το συγκεκριμένο μοντέλο προδιαγράφει μόνο αυτούς τους δύο ρόλους, οι οποίοι όμως ορίζονται ρητά από τον χρήστη, και έτσι πολλές φορές αναφέρεται και ως αρχιτεκτονική *two-tier* [31]. Στην δεύτερη περίπτωση η επικοινωνία είναι του τύπου

πολυδιανομής, όπου ο χρήστης θέλει να επικοινωνήσει ταυτόχρονα με ένα σύνολο από σημεία. Παράδειγμα τέτοιας εφαρμογής είναι το VoD (Video on Demand) μέσω Internet, όπου είναι δυνατόν ταυτόχρονα να εξυπηρετούνται πολλαπλοί χρήστες. Στα MANETs, τα οποία όπως αναφέρθηκε, είναι δημοφιλή εξαιτίας της εξαιρετικής ευελιξίας τους και των πολλών εφαρμογών που μπορούν να έχουν ακόμη και σε καταστάσεις έκτακτης ανάγκης, η εξυπηρέτηση εφαρμογών που απαιτούν τέτοιου είδους επικοινωνία καλύπτεται ήδη, όπως ειπώθηκε στην προηγούμενη ενότητα.

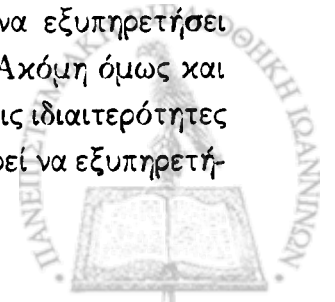
Πρόσφατα, άρχισαν να εμφανίζονται δικτυακές εφαρμογές οι οποίες πλέον λειτουργούν διαφορετικά απαιτώντας διαφορετικού τύπου επικοινωνία. Πλέον τα άκρα της επικοινωνίας, είτε ένα, είτε περισσότερα, δεν καθορίζονται από τον χρήστη αλλά από την ίδια την εφαρμογή κατά τη διάρκεια της λειτουργίας της. Για την ακρίβεια από τα δεδομένα που ανταλλάσσονται. Έτσι τα δεδομένα αρχίζουν να έρχονται στο επίκεντρο και να αποκτούν βαρύνουσα σημασία για την αποδοτική εξυπηρέτηση της επικοινωνίας σε τέτοιες εφαρμογές. Το καινούριο στοιχείο είναι ότι τα σημεία επικοινωνίας δεν χαρακτηρίζονται πλέον από μία διεύθυνση όπως γινόταν στο παρελθόν, αλλά από αυτά καθεαυτά τα δεδομένα τους. Δηλαδή, η επικοινωνία γίνεται με βάση τα δεδομένα τα οποία είναι απαραίτητα να βρεθούν κάθε φορά. Έτσι η ταυτότητα του κόμβου με βάση την διεύθυνση δεν παίζει πλέον τόσο μεγάλο ρόλο, όσο η ταυτότητα του με βάση τα δεδομένα που αυτός κατέχει. Όμως τα σημεία επικοινωνίας για αυτές τις εφαρμογές δεν είναι εκ των προτέρων γνωστά και πρέπει με κάποιο τρόπο να εξευρεθούν. Κατά συνέπεια απαιτείται ένα καινούριο είδος μηχανισμών δρομολόγησης το οποίο θα μπορεί να επιτελεί αυτή τη λειτουργία και να καθορίζει αποδοτικά τα σημεία επικοινωνίας που απαιτούνται κάθε φορά. Αυτό το είδος δρομολόγησης ονομάζεται Δρομολόγηση Προσανατολισμένη στα Δεδομένα (Data Centric Routing). Για να γίνουν καλύτερα κατανοητές αυτού του είδους οι εφαρμογές ας δούμε ένα παράδειγμα μιας τέτοιας εφαρμογής σε ένα ασύρματο δίκτυο. Έστω ότι σε μια εθνική οδό έχουμε ένα σύνολο αυτοκινήτων που κινούνται κατά μήκος της και φέρουν τον απαραίτητο εξοπλισμό προκειμένου να μπορούν να επικοινωνήσουν μεταξύ τους και να σχηματίσουν ένα MANET. Τα οχήματα στα οποία αναφερόμαστε δεν είναι όλα του ίδιου τύπου αφού μπορεί να είναι επιβατηγά, φορτηγά ή οποιοδήποτε τύπου. Επίσης, ας υποθέσουμε ότι τα οχήματα αυτά αποθηκεύουν πληροφορίες σχετικά με την θέση τους σε σχέση με τα άλλα οχήματα, την κυκλοφορία, την ταχύτητά τους, τις κλιματολογικές συνθήκες, πληροφορίες σε σχέση με σημεία ενδιαφέροντος κατά μήκος του δρόμου (πρατήρια βενζίνης, εστιατόρια κ.λ.π.) τις οποίες μπορούν να διαθέτουν στο δίκτυο. Κάθε όχημα μπορεί να θέτει ερωτήσεις στο δίκτυο και να λαμβάνει τις απαντήσεις στην απαραίτητη μορφή. Έτσι ένα όχημα θα μπορούσε να ζητήσει πληροφορίες π.χ. για την μέση ταχύτητα των προπορευόμενων οχημάτων, για τη μέση ταχύτητα των φορτηγών μόνο, για το αν υπάρχει κάποιο ατύχημα και πιθανή διακοπή της κυκλοφορίας κ.λ.π.. Βλέπουμε ότι όλες αυτές οι ερωτήσεις εστιάζουν στο είδος της πληροφορίας και προσπαθούν να εντοπίσουν ομάδες οχημάτων που διέπονται από συγκεκριμένα χαρακτηριστικά. Πλέον δεν αναζητείται συγκεκριμένος κόμβος, αλλά κόμβοι με συγκεκριμένες ιδιότητες. Οι ιδιότητες αυτές όπως είναι φανερό εστιάζονται στα δεδομένα τους. Ένα άλλο παράδειγμα τέτοιας εφαρμογής είναι ο διαμοιρασμός αρχείων στα



ενσύρματα δίκτυα μέσω p2p εφαρμογών. Σε τέτοια δίκτυα συνήθως οι χρήστες επικοινωνούν μεταξύ τους με βάση τα δεδομένα που φέρει ο καθένας. Πιο συγκεκριμένα, αρχικά κάποιος κόμβος επικοινωνεί με πολλούς κόμβους για να δει ποιος έχει τα δεδομένα που τον ενδιαφέρουν και στη συνέχεια εγκαθιδρύει point-to-point επικοινωνία με τους κόμβους που βρήκε.

1.3 Κινητά Κατά Περίπτωση Δίκτυα και Προσανατολισμένες στα Δεδομένα Εφαρμογές

Η εξυπηρέτηση αυτού του είδους των εφαρμογών είναι ιδιαίτερα απαιτητική σε ενσύρματα δίκτυα και κυρίως το Internet, όπου και πρωτοεμφανίστηκαν. Η υλοποίηση των μηχανισμών εύρεσης των κατάλληλων μερών για τις επικοινωνίες τέτοιου τύπου, πρέπει να γίνει σε υψηλότερο επίπεδο από αυτό της δικτύωσης, όπως υπαγορεύουν τα overlays, αφού δεν είναι δυνατόν να αλλαχθούν οι διακομιστές ενός ολόκληρου δικτύου προκειμένου να μπορούν να εξυπηρετήσουν κάθε εφαρμογή. Έτσι το μόνο που μπορεί να γίνει είναι να υλοποιηθούν οι απαραίτητοι μηχανισμοί σε υψηλότερα επίπεδα από αυτό της δικτύωσης και ταυτόχρονα να υπάρχει και κάποιο παραδοσιακό πρωτόκολλο δρομολόγησης που θα μπορεί να εξυπηρετήσει τους διάφορους τύπους επικοινωνιών (point-to-point, multicast, network broadcast). Γενικότερα η λογική αυτή δεν έχει νόημα να υιοθετηθεί στα MANETs. Εδώ το πρόβλημα με τους διακομιστές δεν υπάρχει πλέον. Και αυτό διότι όλοι οι κόμβοι υποχρεούνται να λειτουργούν ως δρομολογητές και υλοποιούν έτσι κι αλλιώς με διαφορετικό τρόπο το επίπεδο δικτύου από ότι αυτό υλοποιείται στο Internet. Από την άλλη, η προσέγγιση του Internet επιφέρει μεγάλο φόρτο, αφού οι μηχανισμοί εύρεσης που υλοποιούνται στο επίπεδο εφαρμογών δεν λαμβάνουν υπόψη το υποκείμενο δίκτυο, δηλαδή τις φυσικές ζεύξεις. Τα overlays δεν λαμβάνουν υπόψη τον φυσικό σχεδιασμό του δικτύου αφού υλοποιούνται στο επίπεδο εφαρμογών. Αυτό έχει σαν αποτέλεσμα πολλές φορές κόμβοι οι οποίοι είναι τοπολογικά κοντά να επικοινωνούν μέσω κάποιου ο οποίος είναι πολύ μακριά από αυτούς. Π.χ. δύο κόμβοι στην Ελλάδα μπορεί να επικοινωνούν μεταξύ τους μέσω ενός κόμβου στην Ιαπωνία επειδή έτσι υπαγορεύεται από το δίκτυο overlay. Έτσι οι κατηγορίες της παραδοσιακής δικτύωσης επιφέρουν ιδιαίτερο φόρτο στο δίκτυο, ενώ ταυτόχρονα δεν είναι αποδοτικές και πολλές από αυτές είναι και ιδιαίτερα πολύπλοκες στην εφαρμογή τους. Στα MANETs οι κόμβοι είναι κινητοί, πράγμα το οποίο σημαίνει ότι έχουν περιορισμούς τόσο από άποψη ενέργειας, συνήθως λειτουργούν με μπαταρίες, όσο και από άποψη υπολογιστικών δυνατοτήτων και χωρητικότητας. Πέραν αυτού όμως και η χωρητικότητα του κοινού μέσου είναι περιορισμένη λόγω της φύσης του. Έτσι δεν συμφέρει από καμία άποψη η εφαρμογή του μοντέλου που ακολουθείται στα ενσύρματα δίκτυα. Άλλωστε, εδώ είναι δυνατός ο σχεδιασμός εξ' αρχής ενός νέου επιπέδου δικτύου το οποίο θα μπορεί να εξυπηρετήσει οποιοδήποτε τύπου προσανατολισμένη στα δεδομένα εφαρμογή επιλεγεί. Ακόμη όμως και αν το επίπεδο δικτύου σχεδιασθεί κατά τρόπο τέτοιο ώστε να αντιμετωπίζει τις ιδιαιτερότητες των MANETs, η χρήση των παραδοσιακών μεθόδων δρομολόγησης δεν μπορεί να εξυπηρετή-



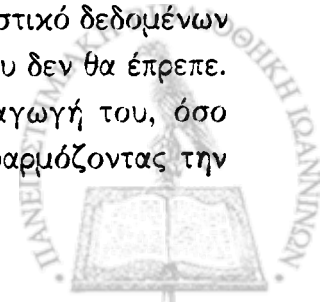
σει αποδοτικά αυτές τις εφαρμογές. Για να εξυπηρετηθούν αποδοτικά και αποτελεσματικά εφαρμογές προσανατολισμένες στα δεδομένα, καθίσταται αναγκαίο να υιοθετηθεί ένας cross layer, όπως λέγεται, σχεδιασμός. Ο σχεδιασμός αυτός έχει ως κεντρική ιδέα την απευθείας χρήση χαρακτηριστικών από τα δεδομένα στο επίπεδο δικτύου και τις συναρτήσεις δρομολόγησης. Με τον τρόπο αυτό μπορούν να αξιοποιηθούν οι κρίσιμες για την δρομολόγηση πληροφορίες απευθείας από το επίπεδο δικτύου. Αυτό όμως έχει το μειονέκτημα ότι ξεφεύγει από τις καθιερωμένες προδιαγραφές των επιπέδων κατά OSI, με αποτέλεσμα να μην μπορεί εύκολα να προβλεφθεί η αλληλεπίδραση μια τέτοιας τεχνικής με πρόσθετες τεχνικές που μπορεί να εφαρμοστούν στο μέλλον. Δηλαδή η διάκριση των επιπέδων καθίσταται πιο χαλαρή με αποτέλεσμα την πιθανή σύγκρουση μεταξύ διαφορετικών τεχνικών cross layer αν μελλοντικά επιχειρηθεί η ομογενοποίηση τους. Βέβαια αυτό αποτελεί μια μελλοντική ανησυχία και δεν μειώνει το κέρδος από την χρήση των πληροφοριών του επιπέδου εφαρμογών από την δρομολόγηση. Οι cross layer τεχνικές αποτελούν κάτι το πολύ πρόσφατο και η ερευνητική δουλειά που υπάρχει, παρά το γεγονός ότι υπάρχουν αρκετοί μελετητές που ασχολούνται [23], είναι περιορισμένη. Στην παρούσα διατριβή εισηγούμαστε ακριβώς μια τέτοια προσέγγιση για την εξυπηρέτηση εφαρμογών προσανατολισμένων στα δεδομένα.

1.4 Αντικείμενο της Διατριβής

Όπως αναφέρθηκε, η εξυπηρέτηση εφαρμογών προσανατολισμένων στα δεδομένα σε δίκτυα MANETs παρουσιάζει ιδιαίτερες προκλήσεις και απαιτήσεις. Το γεγονός αυτό ενισχύεται ακόμη περισσότερο αν αναλογιστεί κανείς ότι οι τύποι από τέτοιες εφαρμογές που μπορούν να χρησιμοποιηθούν σε ένα MANET είναι πάρα πολλοί. Μια αρκετά ενδιαφέρουσα και δημοφιλής κατηγορία τέτοιων εφαρμογών είναι αυτή που περιλαμβάνει τις εφαρμογές που προσπαθούν να εξυπηρετήσουν ταυτόχρονα μια ομάδα κόμβων σε ένα δίκτυο. Πιο συγκεκριμένα, οι εφαρμογές αυτές απαιτούν επικοινωνία κατά την οποία γίνεται προσπάθεια ένας κόμβος του δικτύου να επικοινωνήσει με όλους ή όσους περισσότερους κόμβους γίνεται, οι οποίοι ανήκουν σε μια κοινή ομάδα με βάση τα δεδομένα τους. Επιλέξαμε να επικεντρωθούμε σε τέτοιου είδους εφαρμογές λόγω της αλματώδους ανάπτυξης που παρουσιάζουν και εξαιτίας της ευρύτητας χρήσης που μπορούν να έχουν. Στις εφαρμογές αυτές, αν υποθέσουμε ότι οι κόμβοι ενός δικτύου χωρίζονται σε ομάδες (κλάσεις) με βάση τα δεδομένα που φέρουν, επιδιώκεται κάθε κόμβος να μπορεί να επικοινωνήσει αποδοτικά, στην καλύτερη περίπτωση με όλα τα μέλη μιας ομάδας ή αλλιώς, με όσους περισσότερους είναι δυνατόν. Η προσπάθεια επικοινωνίας ενός κόμβου ταυτόχρονα με ένα σύνολο από κόμβους στα δίκτυα γενικά ονομάζεται πολυδιανομή (multicast). Έτσι, θα μπορούσαμε να ονομάσουμε αυτού του τύπου την επικοινωνία και πολυδιανομή προσανατολισμένη στα δεδομένα. Παράδειγμα μιας τέτοιας εφαρμογής είναι το παράδειγμα με τα οχήματα που σχηματίζουν ένα MANET σε έναν δρόμο και ανταλλάσσουν πληροφορίες μεταξύ τους, το οποίο προαναφέρθηκε, ή οποιαδήποτε εφαρμογή προσπαθεί να συλλέξει δεδομένα συγκεκριμένου τύπου από κόμβους τους οποίους δεν γνωρίζει εκ των προτέρων και πρέπει να

εντοπίσει σε ένα MANET, αξιοποιώντας πληροφορίες του επιπέδου εφαρμογής. Στην παρούσα διατριβή προτείνεται μια *cross layer* τεχνική η οποία προσπαθεί να αντιμετωπίσει το πρόβλημα εξυπηρέτησης τέτοιων εφαρμογών. Αυτό διότι, όπως ειπώθηκε, οι παραδοσιακοί αλγόριθμοι δρομολόγησης για MANETs, αν κληθούν να εξυπηρετήσουν τέτοιου είδους εφαρμογές δεν είναι καθόλου αποδοτικοί όπως θα αναλυθεί και στο επόμενο κεφάλαιο. Αυτό είναι επόμενο αφού δεν λαμβάνουν καθόλου υπόψη τις πληροφορίες του επιπέδου εφαρμογών. Για να επιτευχθεί το ζητούμενο επιδιώχθηκε να τροποποιηθούν ήδη υπάρχοντες παραδοσιακοί αλγόριθμοι για MANETs, ώστε να προκύψουν νέοι που θα είχαν τις επιθυμητές ιδιότητες. Μια κατηγορία αλγορίθμων η οποία είναι αρκετά ελκυστική λόγω της απλότητας και της αποδοτικότητας της, είναι η κατηγορία των αλγορίθμων που προσπαθούν να αντιμετωπίσουν το πρόβλημα της εκπομπής [31] ή ευρείας μετάδοσης στα MANETs. Οι αλγόριθμοι αυτοί εκτελούνται μόνο όταν αυτό απαιτείται και προσπαθούν να υπολογίσουν προσεγγιστικά το ελάχιστο σύνολο κόμβων που πρέπει να προωθήσει ένα μήνυμα εκπομπής προκειμένου αυτό να παραληφθεί από όλα τα μέλη του δικτύου. Η λειτουργία τους στηρίζεται στην ανταλλαγή περιοδικών μηνυμάτων με τα οποία οι κόμβοι ανταλλάσσουν τα αναγνωριστικά τους (διευθύνσεις). Όταν ένας κόμβος θέλει να ξεκινήσει μία εκπομπή, αφού γνωρίζει ποιοι είναι οι γειτονικοί του κόμβοι μέσω των περιοδικών μηνυμάτων, υπολογίζει ένα σύνολο κόμβων οι οποίοι είναι υπεύθυνοι να επανεκπέμψουν το μήνυμα. Το σύνολο αυτό προφανώς είναι υποσύνολο της γειτονιάς του κόμβου και ονομάζεται *σύνολο προώθησης (forwarding set)*. Χρησιμοποιώντας επαναληπτικά την τεχνική αυτή, οι αλγόριθμοι αυτοί επιδιώκουν να ενημερώσουν το σύνολο των κόμβων του δικτύου. Έτσι γνωρίζοντας κάθε φορά τη γειτονιά τους, απαγορεύουν σε κάποια μέλη της να εκπέμψουν προκειμένου συνολικά να εκπέμψουν λιγότεροι κόμβοι. Επιχειρούν δηλαδή ένα κλάδεμα στο σύνολο των γειτόνων τους και γι' αυτό ονομάζονται αλγόριθμοι κλαδέματος (*Pruning Algorithms*). Σε αυτούς ακριβώς τους αλγόριθμους εστιάζεται η έρευνά μας. Βέβαια οι αλγόριθμοι αυτοί επιδιώκουν να ενημερώσουν το σύνολο των κόμβων του δικτύου, ενώ εμείς ενδιαφερόμαστε για ένα μέρος των κόμβων κάθε φορά. Έτσι πρέπει στηριζόμενοι σε αυτούς να επινοηθούν καινούριοι οι οποίοι και θα προσαρμόζονται ακριβώς στις συνθήκες που θέλουμε. Θα πρέπει δηλαδή να επιτευχθεί πολυδιανομή για τους απαιτούμενους κόμβους μέσω ενός αλγορίθμου εκπομπής. Αντί όμως να εξυπηρετείται το σύνολο των κόμβων του δικτύου, οι κόμβοι οι οποίοι δεν φέρουν το χαρακτηριστικό του επιπέδου εφαρμογών που αναζητείται κάθε φορά πρέπει να κλαδεύονται. Με αυτόν τον τρόπο τα προτερήματα των αλγορίθμων αυτών μπορούν να εξυπηρετήσουν τις εφαρμογές του είδους που μας απασχολεί.

Η έρευνα μας συνιστά στο σύνολο της έναν καινούριο *cross layer* σχεδιασμό του επιπέδου δικτύου ο οποίος χωρίζεται στα εξής μέρη. Αρχικά θα παρουσιαστεί μια καινούρια τεχνική, η SFS (*Split Forwarding Set*). Η τεχνική αυτή εισηγείται τη διάσπαση του συνόλου προώθησης που χρησιμοποιούν οι αλγόριθμοι κλαδέματος σε δύο κομμάτια, προκειμένου να μπορούν να εντοπιστούν πιο εύκολα οι κόμβοι που διαθέτουν το χαρακτηριστικό δεδομένων (κλάση) που μας ενδιαφέρει χωρίς να αποκλείονται λανθασμένα κόμβοι που δεν θα έπρεπε. Η τεχνική αυτή επεμβαίνει στο σύνολο προώθησης τόσο κατά την παραγωγή του, όσο και μετά, προκειμένου να επιτύχει τη σωστή διάσπαση. Στη συνέχεια εφαρμόζοντας την



παραπάνω τεχνική σε έναν γνωστό παραδοσιακό αλγόριθμο τον TDP (Total Dominant Pruning)[18] ο οποίος προσαρμόστηκε στις απαιτήσεις μας, προέκυψαν δύο νέοι αλγόριθμοι, ο TDP-CT (Total Dominant Pruning - Class based Termination) και ο TDP-ECT (Total Dominant Pruning - Enhanced Class based Termination), οι οποίοι ο κάθε ένας με διαφορετικό τρόπο, καθορίζουν κριτήρια τερματισμού με τα οποία μπορεί να επιτευχθεί απόδοση εφάμιλλη ενός αλγορίθμου όπως ο TDP, με αρκετά όμως μειωμένο κόστος ως προς την επιβάρυνση που επιφέρεται στο δίκτυο. Τα κριτήρια τερματισμού είναι τρόποι μέσω των οποίων γίνεται προσπάθεια να κλαδευτούν οι κόμβοι που δεν ανήκουν κάθε φορά στην επίμαχη κλάση. Αυτοί οι αλγόριθμοι δεν επεμβαίνουν απευθείας στο σύνολο προώθησης, όμως το χρησιμοποιούν προκειμένου να βγάλουν απαραίτητα χρήσιμα συμπεράσματα. Στο τρίτο μέρος παρουσιάζεται ένας νέος αλγόριθμος υπολογισμού του συνόλου προώθησης ο οποίος είναι αποτελεσματικότερος στο να βρίσκει τους κόμβους που μας ενδιαφέρουν. Οι αλγόριθμοι κλαδέματος κανονικά χρησιμοποιούν τον αλγόριθμο GSC (Greedy Set Cover) [17], ο οποίος είναι ένας ευρετικός και όχι βέλτιστος αλγόριθμος για την παραγωγή των συνόλων προώθησης. Εδώ προτείνεται ένας νέος αλγόριθμος ο GSC-C (Greedy Set Cover - Class), ο οποίος εισάγει μέσα στην όλη διαδικασία πληροφορίες του επιπέδου εφαρμογών (κλάση), με βάση τις οποίες αποφασίζει ποιο θα είναι το σύνολο προώθησης. Ο αλγόριθμος αυτός στη συνέχεια συνδυάστηκε με τους δύο προηγούμενους με αποτέλεσμα να προκύψουν οι CTDP-CT (Class TDP-CT) και CTDP-ECT (Class TDP-ECT), οι οποίοι είχαν αξιολογικά αποτελέσματα.

1.5 Διάρθρωση της Διατριβής

Η διατριβή διαρθρώνεται ως εξής. Στο δεύτερο κεφάλαιο αναλύονται λεπτομερώς το μοντέλο των ασυρμάτων δικτύων, το πρόβλημα με το οποίο ασχολείται η παρούσα διατριβή, καθώς και οι παράμετροι του. Ακολουθεί εκτενής αναφορά σε προηγούμενες ερευνητικές εργασίες, συναφείς με το αντικείμενο. Στο τρίτο κεφάλαιο παρουσιάζονται λεπτομερώς τα αποτελέσματα της έρευνας, ξεκινώντας από την καινούρια τεχνική SFS και προχωρώντας στη συνέχεια στους υπόλοιπους αλγόριθμους. Ακολούθως παρουσιάζεται ο νέος αλγόριθμος παραγωγής συνόλων προώθησης GSC-C καθώς και οι αλγόριθμοι που προέκυψαν από τον συνδυασμό του με τους προηγούμενους. Το τέταρτο κεφάλαιο πραγματεύεται το μοντέλο προσομοιώσεων που χρησιμοποιήθηκε καθώς και τις παραμέτρους του με βάση τις οποίες έγινε και η αξιολόγηση των νέων αλγορίθμων. Παρουσιάζονται οι μετρικές, η σημασία τους και στη συνέχεια τα πειράματα και τα αποτελέσματά τους με τους ανάλογους σχολιασμούς και συμπεράσματα. Τέλος το πέμπτο κεφάλαιο συνοψίζει την όλη εργασία εκθέτοντας χρήσιμα συμπεράσματα, αξιολογήσεις και πιθανές μελλοντικές επεκτάσεις της δουλειάς που έγινε.



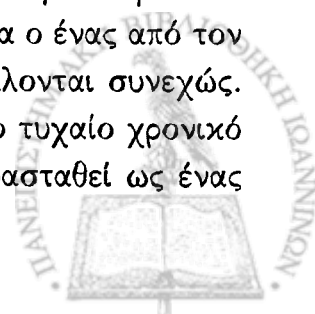
ΚΕΦΑΛΑΙΟ 2

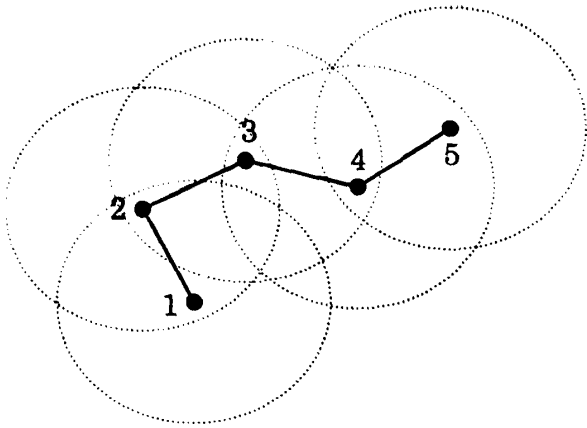
ΤΟ ΠΡΟΒΛΗΜΑ ΤΗΣ ΠΡΟΣΑΝΑΤΟΛΙΣΜΕΝΗΣ ΣΤΑ ΔΕΔΟΜΕΝΑ ΠΟΛΥΔΙΑΝΟΜΗΣ

-
- 2.1 Μοντελοποίηση των MANETs
 - 2.2 Χρήσιμοι Ορισμοί
 - 2.3- Περιγραφή Προβλήματος
 - 2.4 Ανασκόπηση Συναφών Εργασιών
 - 2.5 Κριτική Υπάρχουσων Τεχνικών
 - 2.6 Προτεινόμενη Προσέγγιση
 - 2.7 Ευρεία Μετάδοση
 - 2.8 Ο Αλγόριθμος Total Dominant Pruning
-

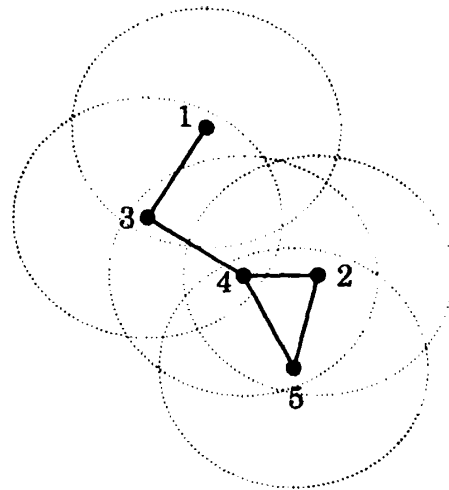
2.1 Μοντελοποίηση των MANETs

Όπως αναφέρθηκε στο προηγούμενο κεφάλαιο η παρούσα εργασία εστιάζει το ενδιαφέρον της στα κινητά κατά περίπτωση δίκτυα. Στην τρέχουσα ενότητα θα εξεταστούν τα δίκτυα αυτά περισσότερο ως προς τις ιδιότητες τους και θα γίνει και μια μοντελοποίηση τους. Όπως προαναφέρθηκε κύριο χαρακτηριστικό των δικτύων αυτών είναι η κινητικότητα των κόμβων που τα απαρτίζουν. Οι κόμβοι κινούνται αυθαίρετα και ανεξάρτητα ο ένας από τον άλλο προς κατευθύνσεις οι οποίες είναι άγνωστες και μπορεί να μεταβάλλονται συνεχώς. Παράλληλα δεν αποκλείεται κάποιος από αυτούς να σταματούν για κάποιο τυχαίο χρονικό διάστημα σε κάποιο σημείο. Γενικότερα ένα MANET μπορεί να αναπαρασταθεί ως ένας





Σχήμα 2.1: MANET: G_0 .



Σχήμα 2.2: MANET: G_2 .

μή κατευθυνόμενος γράφος $G = \{V, E\}$, όπως φαίνεται στο Σχήμα 2.1. Το σύνολο των κορυφών V είναι το σύνολο των κόμβων του δικτύου, ενώ το σύνολο των ακμών E δείχνουν μεταξύ ποιων κόμβων είναι εφικτή η επικοινωνία. Αν κάποιος κόμβος στείλει ένα μήνυμα στο κοινό μέσο (αέρας), αυτό λαμβάνεται από όλους τους κόμβους που είναι εντός της εμβέλειας του. Αυτό σημαίνει ότι ενώ ο αποστολέας είναι ένας, οι παραλήπτες μπορεί να είναι πολλοί. Κάθε κόμβος του δικτύου χαρακτηρίζεται από μια εμβέλεια R . Μπορούμε να παρατηρήσουμε ότι οι ακμές στον γράφο $G = \{V, E\}$ ενώνουν κόμβους οι οποίοι είναι ο ένας εντός της εμβέλειας του άλλου. Όπως μπορεί να γίνει κατανοητό, ένας γράφος της μορφής που περιγράφηκε παραπάνω είναι αποτύπωση μιας χρονική στιγμής του δικτύου. Αυτό συμβαίνει διότι όπως έχουμε πει οι κόμβοι του δικτύου κινούνται συνεχώς. Έτσι η θέση τους αλλάζει με αποτέλεσμα να αλλάζει τόσο η θέση των κορυφών όσο και των ακμών στον γράφο. Συνεπώς πιο σωστά θα λέγαμε ότι ο γράφος εξαρτάται από κάθε χρονική στιγμή t , οπότε και ορίζεται ως χρονικά μεταβαλλόμενος $G_t = \{V, E\}$, του οποίου τόσο οι ακμές όσο και οι κορυφές, εξαρτώνται από την χρονική στιγμή t . Για να γίνει ακόμα καλύτερα κατανοητό αυτό ας εξετάσουμε τα Σχήματα 2.1 και 2.2. Στον γράφο G_0 του Σχήματος 2.1 απεικονίζεται ένα MANET στη χρονική στιγμή 0. Αντίστοιχα στον γράφο G_2 στο Σχήμα 2.2 βλέπουμε την μεταβολή που έχει επέλθει μετά από δύο χρονικές στιγμές. Πλέον η τοπολογία έχει φανερά αλλάξει με τους κόμβους να βρίσκονται σε άλλες θέσεις, ενώ ακριβώς το ίδιο συμβαίνει και με τις ακμές.

2.2 Χρήσιμοι Ορισμοί

Στη συνέχεια δίνεται ένα σύνολο από απαραίτητους ορισμούς που αφορούν τα MANETs και την λειτουργία τους, και οι οποίοι θα χρησιμοποιηθούν στη συνέχεια.

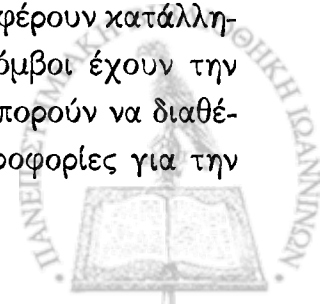
- **Ορισμός 2.2.1 (Γειτονιά).** Γειτονιά ενός κόμβου u ονομάζεται το σύνολο των κόμβων οι οποίοι βρίσκονται εντός της εμβέλειας R αυτού και συμβολίζεται $N(u)$. Όλοι οι κόμβοι οι οποίοι ανήκουν στην γειτονιά του u βρίσκονται σε απόσταση 1

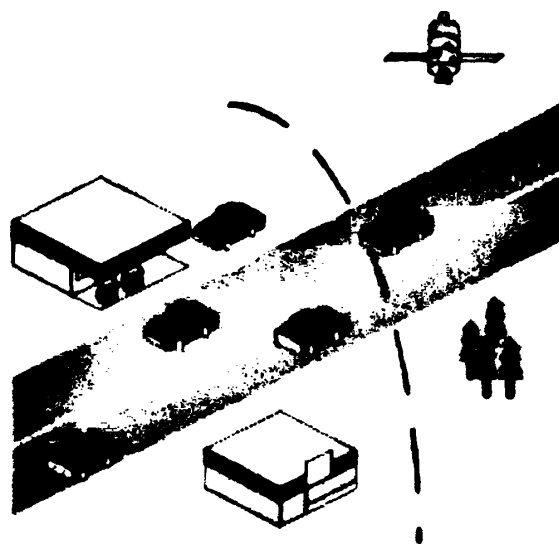
άλματος (1-hop) από αυτόν.

- **Ορισμός 2.2.2** (Γειτονιά δύο αλμάτων). Γειτονιά δύο αλμάτων ενός κόμβου u ονομάζεται το σύνολο των κόμβων που ανήκουν στο $N(u)$, καθώς και όλοι οι κόμβοι που είναι γείτονες κάποιου κόμβου του $N(u)$. Η γειτονιά δύο αλμάτων συμβολίζεται $N(N(u))$ και όλοι οι κόμβοι που ανήκουν σε αυτήν απέχουν το πολύ δύο άλματα από τον u . Πιο συγκεκριμένα $i \in N(N(u))$ αν $\exists j \in N(u)$ και $i \in N(j)$. Προφανώς $N(u) \subseteq N(N(u))$.
- **Ορισμός 2.2.3** (k -οστή γειτονιά). K -οστή γειτονιά ενός κόμβου ονομάζεται το σύνολο των κόμβων που βρίσκονται σε απόσταση k αλμάτων το πολύ από αυτόν.
- **Ορισμός 2.2.4** (Μετάδοση). Μετάδοση ενός μηνύματος ονομάζεται η διαδικασία κατά την οποία ένας κόμβος στέλνει ένα μήνυμα το οποίο παραλαμβάνουν που βρίσκονται στη γειτονιά του $N(u)$.

2.3 Περιγραφή Προβλήματος

Η προσανατολισμένη στα δεδομένα επικοινωνία για την οποία έγινε λόγος στο πρώτο κεφάλαιο αποτελεί μια καινούρια προσέγγιση σε σχέση με τα παραδοσιακά είδη επικοινωνίας. Παραδοσιακά η κυρίαρχη αρχιτεκτονική Client/Server δέσποζε στο χώρο των εφαρμογών αφού η συντριπτική πλειοψηφία τους κτιζόταν με βάση αυτό το μοντέλο. Τα παραδείγματα τέτοιων εφαρμογών είναι πάρα πολλά όπως π.χ. η ανταλλαγή ιστοσελίδων, ηλεκτρονικού ταχυδρομείου, κ.λ.π.. Ακόμη και σήμερα μεγάλο μέρος των εφαρμογών που παράγονται ακολουθούν το συγκεκριμένο μοντέλο. Για τέτοιες εφαρμογές απαιτείται να υποστηριχθεί από το δίκτυο η επικοινωνία σημείου με σημείο (point-to-point) κατά την οποία υπάρχουν δύο επικοινωνούντα μέρη τα οποία είναι σαφώς καθορισμένα τόσο τοπολογικά όσο και από άποψη διεύθυνσης εξ' αρχής από τον χρήστη που χρησιμοποιεί την εκάστοτε εφαρμογή. Η δρομολόγηση καλείται να καταστήσει εφικτή την επικοινωνία μεταξύ τους με όσο πιο αποδοτικό και αξιόπιστο τρόπο είναι αυτό δυνατόν. Όπως όμως ειπώθηκε, η παρούσα διατριβή εστιάζει σε εφαρμογές οι οποίες απαιτούν ταυτόχρονη επικοινωνία με πολλαπλούς κόμβους σε ένα δίκτυο MANET. Το πρόβλημα είναι ο καθορισμός των κόμβων αυτών, αφού κάτι τέτοιο γίνεται από την εφαρμογή και, πιο συγκεκριμένα, από τα δεδομένα που ανταλλάσσονται μέσω αυτής. Στο προηγούμενο κεφάλαιο αναφέρθηκε το εξής παράδειγμα που αποτελεί χαρακτηριστική περίπτωση τέτοιας εφαρμογής. Σε μια εθνική οδό κινούνται ένα σύνολο από οχήματα τα οποία φέρουν τον απαραίτητο εξοπλισμό προκειμένου να σχηματίσουν ένα MANET. Παράλληλα, κατά μήκος του δρόμου υπάρχουν σημεία ενδιαφέροντος, όπως βενζινάδικα, εστιατόρια, ξενοδοχεία κ.λ.π. τα οποία και αυτά φέρουν κατάλληλο εξοπλισμό έτσι ώστε να συμμετέχουν στο δίκτυο αυτό. Όλοι οι κόμβοι έχουν την δυνατότητα να συλλέγουν πληροφορίες για διάφορα ζητήματα τις οποίες μπορούν να διαθέτουν στο δίκτυο. Για παράδειγμα τα οχήματα μπορεί να συλλέγουν πληροφορίες για την



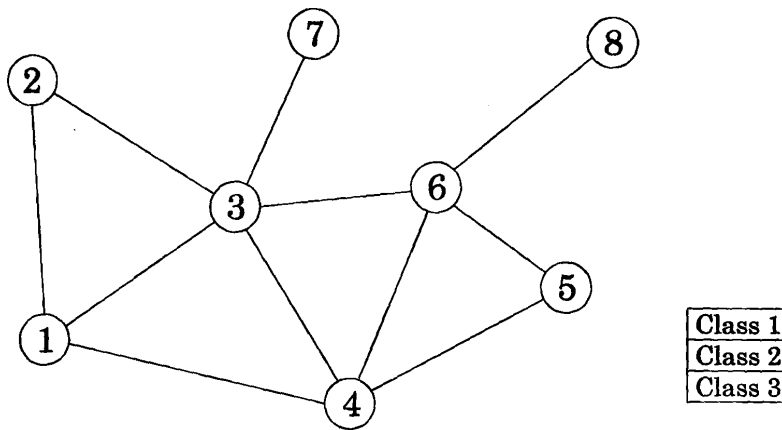


Σχήμα 2.3: MANET κατά μήκος ενός δρόμου.

ταχύτητά τους, για τις κλιματολογικές συνθήκες κ.α. ενώ οι σταθεροί κόμβοι, όπως π.χ. ένα βενζινάδικο, πληροφορίες για τα είδη των υπηρεσιών που διαθέτουν, τις τιμές τους κ.ο.κ.. Ένα δίκτυο της μορφής αυτής απεικονίζεται στο Σχήμα 2.3. Επίσης οι κόμβοι διαθέτουν τους κατάλληλους μηχανισμούς ώστε να μπορούν να θέτουν ερωτήματα στο δίκτυο και να λαβαίνουν τις απαντήσεις στην κατάλληλη μορφή. Έτσι ένα όχημα θα μπορούσε να ζητήσει να μάθει την ταχύτητα των αυτοκινήτων γύρω του, την ταχύτητα ενός μόνο τύπου οχημάτων (π.χ. φορτηγών) ή πιθανώς τις τιμές καυσίμων από τα βενζινάδικα της περιοχής. Αυτό που καθίσταται κατανοητό είναι ότι τα σημεία επικοινωνίας σε ένα δίκτυο με αυτή την λειτουργία καθορίζονται άμεσα από τα δεδομένα που αυτά φέρουν και τα δεδομένα που ζητούνται από το εκάστοτε ερώτημα. Δηλαδή από το είδος του ερωτήματος. Για παράδειγμα ένα όχημα το οποίο ζητά να μάθει την φθηνότερη τιμή βενζίνης στην περιοχή, για να λάβει την απάντηση που πρέπει, είναι απαραίτητο να επικοινωνήσει με όλα ή όσα περισσότερα δυνατόν βενζινάδικα της περιοχής προκειμένου να ενημερωθεί. Δηλαδή, το είδος του ερωτήματος καθορίζει την ομάδα των κόμβων του δικτύου με την οποία απαιτείται ο κόμβος να επικοινωνήσει για να συλλέξει τα απαραίτητα δεδομένα. Προφανώς δεν είναι απαραίτητο να επικοινωνήσει με όλους τους κόμβους, αλλά μόνο με αυτούς που διαθέτουν τον συγκεκριμένο τύπο δεδομένων που αφορά το εκάστοτε ερώτημα. Με αυτόν τον τρόπο το δίκτυο χωρίζεται σε ομάδες των οποίων τα μέλη έχουν κοινά ή συναφή δεδομένα. Τις ομάδες αυτές τις ονομάζουμε κλάσεις. Έτσι μπορούμε να πούμε ότι τα ερωτήματα που αναφέρθηκαν ως παραδείγματα παραπάνω, κάθε φορά αναφέρονται και αφορούν συγκεκριμένες κλάσεις κόμβων του δικτύου, οι οποίες όμως σχηματίζονται δυναμικά με βάση τα ανταλλασσόμενα δεδομένα.

- **Ορισμός 2.2.5 (Κλάση).** Σε ένα δίκτυο MANET, μία ομάδα κόμβων τα μέλη της οποίας έχουν κοινά ή συναφή δεδομένα μεταξύ τους, ονομάζεται κλάση. Σε ένα δίκτυο μπορεί να υπάρχουν πολλές κλάσεις και είναι δυνατόν ένας κόμβος να ανήκει ταυτόχρονα σε περισσότερες από μια κλάσεις.

Λαμβάνοντας υπόψη το χαρακτηριστικό της κλάσης ένα δίκτυο MANET μπορεί να μοντελοποιηθεί όπως φαίνεται στο Σχήμα 2.4. Σύμφωνα με το προηγούμενο παράδειγμα, θα μπορούσαμε να θεωρήσουμε π.χ. ότι οι κόμβοι της κλάσης 1 είναι οχήματα, της κλάσης 2 βενζινάδικα και της 3 εστιατόρια.



Σχήμα 2.4: MANET χωρισμένο σε κλάσεις.

Αντιλαμβάνεται κανείς ότι το παραπάνω παράδειγμα αφορά μία εφαρμογή κατά την οποία απαιτείται η ταυτόχρονη εξυπηρέτηση και επικοινωνία με πολλαπλούς κόμβους. Ουσιαστικά λοιπόν, το πρόβλημα που μας απασχολεί είναι ένα πρόβλημα πολυδιανομής (multicasting). Πολυδιανομής όμως, όχι με την συμβατική έννοια, αλλά πολυδιανομής κατά την οποία τα επικοινωνούντα μέρη καθορίζονται από το είδος του ερωτήματος που τίθεται και το είδος των πληροφοριών που απαιτείται να ανταλλάγουν. Προκειμένου να αντιμετωπίσει κανείς το συγκεκριμένο πρόβλημα, πέραν όλων των άλλων, απαιτείται να λάβει υπόψη τη φύση των κόμβων που συμμετέχουν σε δίκτυα MANET. Η πλειοψηφία των κόμβων σε τέτοια δίκτυα είναι κινητοί, ως εκ τούτου περιορίζονται σε ενέργεια, υπολογιστικούς και αποθηκευτικούς πόρους. Αυτό είναι σημαντικό αφού μέχρι τώρα αυτού του είδους οι εφαρμογές μπορούσαν να εξυπηρετηθούν με συγκεκριμένους τρόπους. Πρώτον, μέσω των overlays πολυδιανομής τα οποία όμως δεν είναι αποδοτικά σε MANET αφού είναι δύσκολη η διατήρησή τους λόγω της συνεχώς μεταβαλλόμενης τοπολογίας. Δεύτερον, μέσω των παραδοσιακών πρωτοκόλλων πολυδιανομής. Η λύση αυτή επίσης δεν είναι, όπως θα δούμε παρακάτω με λεπτομέρεια, αποδοτική λόγω των μηχανισμών που προβλέπει και της πολυπλοκότητάς της. Τέλος υπάρχει και το Stateless Multicast, το οποίο αν και είναι πιο εύκολο να εφαρμοστεί σε MANET, παραμένει μη αποδοτικό αφού δεν μπορεί να ξεφύγει από κάποιες λειτουργίες που υπαγορεύει η παραδοσιακή πολυδιανομή.

2.4 Ανασκόπηση Συναφών Εργασιών

Όπως αναφέρθηκε προηγούμενα, τρεις είναι οι βασικές προσεγγίσεις για την επίλυση του προβλήματος που αναφέρθηκε. Στη συνέχεια, για κάθε μια από αυτές γίνεται μια σύντομη ανασκόπηση της σχετικής βιβλιογραφίας.



2.4.1 Χρήση Υπερκειμένων Δικτύων (Overlays)

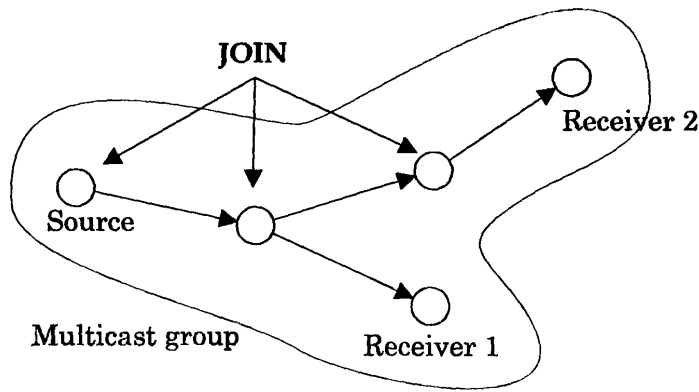
Στο παρελθόν έχουν γίνει προσπάθειες να εξυπηρετηθούν εφαρμογές οι οποίες απευθύνονται σε ομάδες κόμβων σε ένα MANET με διαφόρους τρόπους. Μια κατηγορία προσπαθειών αυτών προσπαθεί να εκμεταλλευτεί δοκιμασμένες προσεγγίσεις από τον χώρο των ενσύρματων δικτύων προκειμένου να επιτύχουν τον στόχο τους. Η υιοθέτηση όμως αυτών των μοντέλων συνήθως σκοντάφτει στις ιδιαιτερότητες που εμφανίζουν τα MANETs.

Μια πρώτη προσέγγιση για την επίλυση του προβλήματος αφορά την υιοθέτηση των γνωστών overlays σε επίπεδο εφαρμογών. Παραδείγματα τέτοιων πρωτοκόλλων πολυδιανομής είναι το AMRoute [8] και το LGT [13]. Γενικά η προσέγγιση αυτή υπαγορεύει την κατασκευή ενός υπερκειμένου - ιδεατού δικτύου (overlay) στο επίπεδο εφαρμογών το οποίο αγνοεί την κινητικότητα του δικτύου. Αυτή αντιμετωπίζεται από κάποιο παραδοσιακό πρωτόκολλο για MANET. Οι λειτουργίες πολυδιανομής γίνονται στο overlay χωρίς γνώση του φυσικού δικτύου. Αυτό έχει ως αποτέλεσμα την υπερβολική χρήση των πόρων του δικτύου. Όπως έχει αποδειχθεί [34] η προσέγγιση των overlays εισάγει τέτοια προβλήματα λόγω του ότι το ιδεατό δίκτυο δεν συμπίπτει με το πραγματικό. Αυτό είναι ιδιαίτερα σημαντικό για τα δίκτυα MANET όπου οι πόροι του δικτύου είναι περιορισμένοι. Επιπλέον μια λειτουργία πολυδιανομής στο overlay έχει ως αποτέλεσμα την unicast εκπομπή πολλών μηνυμάτων στο φυσικό δίκτυο. Αυτό το γεγονός πέρα από την σπατάλη των πόρων του δικτύου, δημιουργεί και ζητήματα αξιοπιστίας γιατί απαιτεί από το πρωτόκολλο δρομολόγησης την διατήρηση ξεχωριστών συνδέσεων με όλους τους προορισμούς. Πρέπει να σημειωθεί ότι αναφερόμαστε σε MANETs όπου η μεταβλητότητα της τοπολογίας είναι ραγδαία συναρτήσει του χρόνου. Με τους κόμβους να αλλάζουν συνεχώς θέση, η διατήρηση πολλαπλών point-to-point συνδέσεων είναι εκ φύσεως κάτι το πολύ δύσκολο. Επιπρόσθετα οι κόμβοι των MANETs υστερούν τόσο σε ενέργεια, όσο και σε αποθηκευτικούς χώρους και υπολογιστική ισχύ.

2.4.2 Παραδοσιακά Πρωτόκολλα Πολυδιανομής

Μια δεύτερη προσέγγιση για την επίλυση του προβλήματος που περιγράφηκε είναι αυτή της πολυδιανομής ή multicasting [8, 12, 13, 14, 17, 21, 26, 33] στην οποία αναφερθήκαμε στο πρώτο κεφάλαιο. Τα πρωτόκολλα πολυδιανομής υποστηρίζουν την ταυτόχρονη εξυπηρέτηση πολλαπλών κόμβων εισάγοντας όμως κάποιους περιορισμούς. Η γενική τους λειτουργία συνίσταται στα εξής. Συνήθως, οι κόμβοι διαθέτουν πίνακες τους οποίους χρησιμοποιούν για την δρομολόγηση. Οι πίνακες αυτοί καθορίζουν την κατάσταση (state) της δρομολόγησης και δημιουργούν ένα δέντρο πολυδιανομής (multicast tree) το οποίο συνδέει ένα υποσύνολο των κόμβων του δικτύου. Μέσω αυτού γίνεται η δρομολόγηση. Επίσης υπάρχει ένας μηχανισμός που καθορίζει τους κόμβους που μετέχουν στο δέντρο πολυδιανομής άλλα και καθορίζει τις ενέργειες εισαγωγής και αποχώρησης ενός κόμβου.





Σχήμα 2.5: Σύνολο πολυδιανομής.

Τα πρωτόκολλα πολυδιανομής χωρίζονται σε κατηγορίες ανάλογα με τον τρόπο που κατασκευάζουν το δέντρο πολυδιανομής. Οι δύο πιο γνωστές μέθοδοι για την κατασκευή ενός δέντρου πολυδιανομής είναι οι *shortest path tree* και *Steiner tree* [4]. Στην πρώτη μέθοδο, το δέντρο είναι φτιαγμένο έτσι ώστε τα πακέτα να διανύουν τον ελάχιστο αριθμό αλμάτων αφού η πηγή απέχει πάντα από οποιοδήποτε προορισμό την ελάχιστη δυνατή απόσταση [17]. Αντίθετα τα *Steiner trees* επιδιώκουν στην ελαχιστοποίηση του συνολικού κόστους του δέντρου. Επειδή όμως η κατασκευή ενός τέτοιου δέντρου είναι NP-complete [15] και το δέντρο αλλάζει εξ' ολοκλήρου όταν προστίθενται ή αφαιρούνται κόμβοι, προτιμάται συνήθως η πρώτη μέθοδος. Γενικότερα η πολυδιανομή η οποία στηρίζεται σε δέντρα αποτελεί μία αρκετά δοκιμασμένη και διαδεδομένη τεχνική σε ενσύρματα δίκτυα. Έτσι πολλοί μελετητές έχουν προσπαθήσει να επεκτείνουν την προσέγγιση αυτή και στα δίκτυα MANETs. Οι αλγόριθμοι πολυδιανομής που δημιουργούν δέντρα εξυπηρέτησης συνήθως διαφέρουν μεταξύ τους ως προς το είδος του δέντρου. Έτσι υπάρχουν αλγόριθμοι που χτίζουν ένα δέντρο πολυδιανομής για κάθε αποστολέα που επιθυμεί να αποστείλει ένα μήνυμα, και αλγόριθμοι που δημιουργούν ένα διαμοιραζόμενο δέντρο πολυδιανομής, όπως λέγεται, το οποίο είναι κοινό για όλους τους κόμβους. Στην πρώτη κατηγορία ανήκουν γνωστοί αλγόριθμοι όπως ο AMRIS [8] και ο MAODV [26]. Ο AMRIS είναι ένας αλγόριθμος ο οποίος τρέχει μόνο όταν απαιτείται (on demand) και αναλαμβάνει με ανταλλαγή μηνυμάτων και χρήση κάποιων ιδιαίτερων αριθμητικών αναγνωριστικών να δημιουργήσει ένα δέντρο πολυδιανομής για κάθε αποστολέα. Οι κόμβοι που επιθυμούν να εξυπηρετηθούν κάθε φορά όμως, πρέπει να δηλώνουν ρητά την επιθυμία τους στον αποστολέα μέσω μηνυμάτων ώστε να περιληφθούν στη λίστα πολυδιανομής και να δημιουργηθεί κατάλληλα το δέντρο. Έτσι μέχρι να ολοκληρωθεί η κατασκευή του δέντρου κάθε φορά υπάρχει κάποια δεδομένη καθυστέρηση. Η διαδικασία αυτή φαίνεται στο Σχήμα 2.5. Το γεγονός αυτό καθώς και η απαίτηση ανταλλαγής πολλών μηνυμάτων για το σχηματισμό του δέντρου καθιστά τον συγκεκριμένο αλγόριθμο όχι και τόσο αποτελεσματικό για δίκτυα MANET λόγω της κινητικότητας των δικτύων αυτών. Επιπρόσθετα οι μηχανισμοί αυτοί είναι αρκετά πολύπλοκοι στην εφαρμογή τους, με αποτέλεσμα να μην μπορούν να εφαρμοστούν εύκολα σε δίκτυα MANETs, λόγω των περιορισμών των πόρων των κόμβων που συμμετέχουν σε αυτά. Ο αλγόριθμος MAODV, είναι και αυτός ένας κατ' αίτηση αλγόριθμος ο οποίος δημιουργεί διαφορετικά δέντρα

πολυδιανομής ανά αποστολέα χρησιμοποιώντας μηχανισμούς ανακάλυψης διαδρομής. Όμως για την δρομολόγηση και τη δημιουργία του δέντρου εκμεταλλεύεται τον αλγόριθμο Distance Vector. Παρόλα αυτά παρουσιάζει τα ίδια ακριβώς μειονεκτήματα με τον AMRIS. Στην δεύτερη κατηγορία ανήκει ο αλγόριθμος LAM [8] και ο CBT (Core Based Tree) [8]. Οι αλγόριθμοι αυτοί κατασκευάζουν ένα κοινό για όλους δέντρο πολυδιανομής μέσω του οποίου γίνεται η εξυπηρέτηση των αιτημάτων ενώ παράλληλα και πάλι απαιτούν από τους κόμβους να δηλώνουν στον εκάστοτε αποστολέα ότι επιθυμούν να εξυπηρετηθούν. Η διατήρηση της δομής αυτής είναι ακριβή και χρονοβόρα αφού κάθε φορά που αλλάζει η τοπολογία απαιτείται επαναδιάταξη του δέντρου. Έτσι σε ένα MANET όπου η μεταβολή της τοπολογίας είναι ραγδαία, οι αλγόριθμοι αυτοί δεν είναι αποδοτικοί. Παράλληλα οι μηχανισμοί δημιουργίας και διατήρησης της δεντρικής δομής είναι πολύπλοκοι στην εφαρμογή τους, ενώ οι ρητές δηλώσεις των κόμβων για την περίληψή τους στο σύνολο πολυδιανομής επιφέρουν επιπρόσθετη συμφόρηση στο δίκτυο. Οι συγκεκριμένοι αλγόριθμοι όμως πάσχουν και σε ένα άλλο σημείο. Οι κόμβοι που επιλέγονται να απαρτίζουν το δέντρο πολυδιανομής επιφορτίζονται με πρόσθετη τηλεπικοινωνιακή κίνηση με αποτέλεσμα να καθίστανται σημεία συμφόρησης του δικτύου. Όπως όμως ειπώθηκε, στα MANETs οι κόμβοι έχουν περιορισμένους πόρους, ενεργειακούς, υπολογιστικούς και αποθηκευτικούς. Έτσι η εφαρμογή των πρωτοκόλλων αυτών, δεν μπορεί να γίνει αποδοτικά σε τέτοια δίκτυα.

Πέραν όμως των πρωτοκόλλων πολυδιανομής που στηρίζονται σε δέντρα υπάρχει και το Mesh-based Multicast [8]. Αντίθετα με τα πρωτόκολλα που βασίζονται σε δέντρα πολυδιανομής, τα πρωτόκολλα αυτά προβλέπουν την ύπαρξη περισσότερων από ένα μονοπατιών μεταξύ αποστολέων και παραληπτών. Τα πρωτόκολλα αυτά φαίνονται να προσαρμόζονται καλύτερα σε δίκτυα MANETs από ότι τα προηγούμενα εξαιτίας αυτής της ιδιότητας τους. Με την ύπαρξη πολλών μονοπατιών είναι δυνατή η παράδοση των πληροφοριών στους παραλήπτες ακόμη και όταν υπάρχουν απώλειες μηνυμάτων λόγω της αυξανόμενης κινητικότητας. Τέτοιοι αλγόριθμοι είναι οι CAMP, ODMRP [12] κ.α.. Στην πλειοψηφία τους οι αλγόριθμοι αυτοί ορίζουν κάποιους κόμβους του δικτύου ως σημεία εξυπηρέτησης κάποιων ομάδων αλλά στη συνέχεια με μηχανισμούς ανακάλυψης διαδρομής καθορίζουν πολλαπλά μονοπάτια εξυπηρέτησης για τα σύνολα πολυδιανομής μέσω αυτών. Η απουσία δεντρικής δομής τους καθιστά πιο ευέλικτους, όμως διατηρούν την πολυπλοκότητα των μηχανισμών και την εισαγωγή φόρτου στο δίκτυο. Εκτός αυτών και πάλι οι κόμβοι πρέπει να δηλώνουν ρητά την συμμετοχή τους στα σύνολα πολυδιανομής μέσω μηνυμάτων στους αποστολείς.

2.4.3 Stateless Multicast

Πέραν των προηγούμενων τύπων πολυδιανομής, υπάρχει και το Stateless Multicast. Οι αλγόριθμοι αυτού του τύπου πολυδιανομής δεν έχουν πίνακες δρομολόγησης και λειτουργούν περίπου ως εξής. Εισάγουν όλους τους παραλήπτες ενός μηνύματος στην κεφαλίδα των πακέτων δεδομένων αποφεύγοντας έτσι τη χρήση πινάκων και την κατασκευή δεντρικής δομής. Όμως, είναι υποχρεωμένοι, όπως και όλοι οι αλγόριθμοι αυτής της κατηγορίας, να χρησιμοποιούν κάποιον κλασικό unicast αλγόριθμο για να μπορέσουν μέσω της πληροφορίας

των κεφαλίδων να δρομολογήσουν τα μηνύματα στους σωστούς προορισμούς. Αυτό που ουσιαστικά συμβαίνει, είναι όπου απαιτείται, να φτιάχνονται αντίγραφα των πακέτων και από εκεί και πέρα αυτά να εξυπηρετούνται με κλασική unicast επικοινωνία. Δηλαδή, ένα πακέτο ξεκινά από την πηγή και κατά μήκος της διαδρομής, όπου χρειάζεται και μόνο εκεί, δημιουργούνται αντίγραφα αυτού και με unicast συνδέσεις από εκείνο το σημείο και πέρα εξυπηρετούνται οι διαφορετικοί παραλήπτες. Η τεχνική αυτή προσπαθεί με τον τρόπο αυτό να μειώσει τα αντίγραφα των πακέτων για μία πολυδιανομή όσο γίνεται περισσότερο. Βέβαια η υιοθέτηση παραδοσιακών πρωτοκόλλων επιφέρει και τις ανάλογες συνέπειες που περιγράφηκαν παραπάνω. Τέτοιοι αλγόριθμοι είναι ο DDM [14], ο RDG [13] κ.α.. Η τεχνική που εφαρμόζουν μπορεί να καταργεί τη επιπρόσθετη συμφόρηση από τα μηνύματα ελέγχου τα οποία απαιτούνται για την συντήρηση της δενδρικής δομής, όμως δεν καταφέρνει να ξεφύγει από τον μηχανισμό membership, όπως λέγεται. Και εδώ πρέπει με κάποιο τρόπο να αποφασιστεί ποιοι είναι οι παραλήπτες για κάθε πολυδιανομή. Αυτό γίνεται με έναν μηχανισμό κατά τον οποίο, όπως και για τους αλγορίθμους της παραδοσιακής πολυδιανομής, οι κόμβοι πρέπει να ενημερώνουν κάθε φορά την πηγή για το αν ενδιαφέρονται για τα δεδομένα που θα εκπεμφθούν προκειμένου να μπορέσουν και αυτοί να περιληφθούν στη λίστα παραληπτών. Και πάλι δηλαδή έχουμε έναν αρκετά πολύπλοκο μηχανισμό με όλα τα προβλήματα που μπορεί να εμφανίσει αυτός σε ένα MANET για τους γνωστούς λόγους. Οι αλγόριθμοι αυτοί είναι καλοί για μικρές ομάδες. Όταν το μέγεθος των ομάδων είναι μεγάλο οι αλγόριθμοι δεν λειτουργούν καλά αφού έχουμε πολλά αντίγραφα πακέτων στο δίκτυο και έτσι μεγαλύτερη συμφόρηση [8]. Συμφόρηση την οποία εισάγουν σε κάποιο βαθμό ούτως ή άλλως, αφού τα πακέτα δεδομένων έχουν πλέον μεγαλύτερη κεφαλίδα. Μια παρόμοια προσέγγιση με αυτή που ακολουθούν οι αλγόριθμοι αυτοί, ακολουθείται στο [23]. Εκεί οι συγγραφείς χρησιμοποιούν μια cross layer τεχνική, η οποία είναι πιο κοντά σε αυτό που προτείνεται στην παρούσα διατριβή, κατά την οποία ενσωματώνουν ένα χαρακτηριστικό του επιπέδου εφαρμογών (π.χ. κλάση) στους μηχανισμούς και τους πίνακες δρομολόγησης ενός κλασικού αλγορίθμου δρομολόγησης, του DSDV. Με βάση αυτό και υλοποιώντας μια νέου τύπου κεφαλίδα, στην οποία τοποθετούνται οι παραλήπτες για κάθε μήνυμα, επιτυγχάνεται η έξυπνη διάδοση των ερωτημάτων στο δίκτυο και η ενημέρωση κάθε φορά μόνο των επιθυμητών κόμβων, ενώ παράλληλα επιτυγχάνεται μείωση των περιττών μεταδόσεων. Προκειμένου να επιτευχθεί η ενσωμάτωση του χαρακτηριστικού δεδομένων στη δρομολόγηση χρησιμοποιούνται τα περιοδικά μηνύματα ελέγχου του αλγορίθμου DSDV στα οποία ενσωματώνεται η κλάση κάθε κόμβου. Έτσι σταδιακά όλοι οι κόμβοι του δικτύου ενημερώνονται για την κλάση των υπολοίπων κόμβων. Μειονέκτημα της συγκεκριμένης τεχνικής είναι το γεγονός ότι εξαρτάται από την αξιοπιστία του αλγορίθμου DSDV ως προς την παράδοση των πακέτων και από το γεγονός ότι ο αλγόριθμος αυτός είναι περιοδικός με αποτέλεσμα να επιφέρει αυξημένο φορτίο στο δίκτυο.

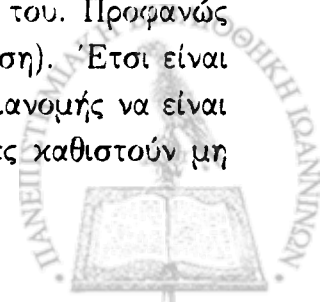
Γενικότερα, διαπιστώνεται ότι και οι αλγόριθμοι της κατηγορίας stateless multicast, παρά το γεγονός ότι μπορούν να προσαρμοστούν σχετικά καλύτερα σε ένα MANET λόγω της απουσίας της δενδρικής δομής, δεν καταφέρνουν να ξεφύγουν από τις γενικότερες αδυναμίες της πολυδιανομής οι οποίες την καθιστούν όχι και τόσο καλή λύση για την εξυπηρέτηση



επικοινωνίας του τύπου ένας προς πολλούς (ή όλους) σε αυτού του είδους τα δίκτυα.

2.5 Κριτική Υπάρχουσων Τεχνικών

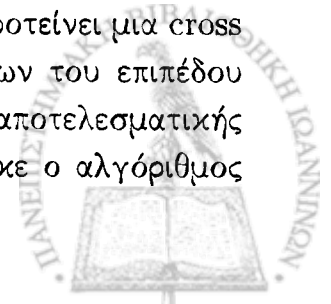
Οι τεχνικές που περιγράφηκαν αποτελούν τις λύσεις που μπορούν να εφαρμοστούν σύμφωνα με τα τρέχοντα δεδομένα προκειμένου να εξυπηρετηθούν εφαρμογές προσανατολισμένες στα δεδομένα σε δίκτυα MANETs. Όπως όμως έγινε κατανοητό, οι λύσεις αυτές δεν μπορούν να εφαρμοστούν αποδοτικά λόγω των ιδιοτήτων που εμφανίζουν τα δίκτυα αυτά. Το μεγαλύτερο εμπόδιο είναι η κινητικότητα των κόμβων. Η ραγδαία αλλαγή της τοπολογίας έχει ως αποτέλεσμα να δυσχεραίνει σε μεγάλο βαθμό το έργο των αλγορίθμων που καλούνται να εξυπηρετήσουν την λειτουργία της δρομολόγησης. Η προσέγγιση των overlays, ούτως ή άλλως, δεν λαμβάνει καθόλου υπόψη την φυσική τοπολογία και τις ζεύξεις του δικτύου. Έτσι δεν είναι καθόλου αποδοτική, όπως έχει αποδειχθεί, αφού υλοποιείται πλήρως στο επίπεδο των εφαρμογών. Έτσι προϋποθέτει την ύπαρξη κάποιου παραδοσιακού πρωτοκόλλου δρομολόγησης για MANETs στο επίπεδο δικτύου με αποτέλεσμα να μην μπορεί να εξυπηρετήσει τις εφαρμογές που θέλουμε. Από την άλλη, η παραδοσιακή πολυδιανομή όπως είδαμε, προϋποθέτει την ύπαρξη δέντρων πολυδιανομής ή κάποιας δομής πλέγματος, προκειμένου να εξυπηρετήσει την ταυτόχρονη επικοινωνία με πολλαπλά άκρα. Η κινητικότητα όμως που υπάρχει σε δίκτυα MANET, καθιστά την διατήρηση των δομών αυτών πολυδάπανη με αποτέλεσμα οι αλγόριθμοι αυτοί να μην είναι αποδοτικοί αφού εισάγουν πρόσθετο φόρτο στο δίκτυο. Έκτος όμως από τον επιπλέον φόρτο, η διατήρηση των δομών αυτών δεν είναι καθόλου εύκολη και έχει αμφίβολα αποτελέσματα για υψηλή κινητικότητα, αφού οι μηχανισμοί που αναλαμβάνουν τις λειτουργίες αυτές είναι πολύπλοκοι και χρονοβόροι. Ας μην ξεχνάμε ότι οι κόμβοι αυτών των δικτύων είναι κινητοί με περιορισμένους συνήθως πόρους τόσο ενεργειακά, όσο υπολογιστικά και αποθηκευτικά. Ακόμη και η εναλλακτική του Stateless Multicast ενώ καταφέρνει να ξεφύγει από το κόστος της διατήρησης οποιασδήποτε δομής για την εξυπηρέτηση της πολυδιανομής, δεν μπορεί να ξεφύγει από τον ρητό καθορισμό του συνόλου πολυδιανομής από τους ίδιους τους κόμβους που προβλέπεται και από την παραδοσιακή πολυδιανομή. Αυτός και μόνο ο μηχανισμός είναι πολύπλοκος και δαπανηρός, ενώ έχει το μεγάλο μειονέκτημα ότι το σύνολο πολυδιανομής δεν καθορίζεται δυναμικά. Εξ' αιτίας όλων των παραπάνω, είναι προφανές ότι η προσανατολισμένη στα δεδομένα πολυδιανομή στην οποία εστιάζουμε δεν μπορεί να εξυπηρετηθεί αποδοτικά με βάση τις υπάρχουσες λύσεις. Το κόστος καθορισμού των συνόλων πολυδιανομής είναι αρκετά υψηλό και πρέπει να ληφθεί υπόψη ότι στην περίπτωση μας απαιτείται το σύνολο πολυδιανομής να καθορίζεται κάθε φορά δυναμικά από το είδος του ερωτήματος, ενώ όλος ο μηχανισμός επιβάλλεται να είναι κατ' αίτηση ώστε να ελαχιστοποιείται όσο περισσότερο γίνεται το κόστος λειτουργίας του. Προφανώς το κάθε ερώτημα απευθύνεται σε διαφορετικό σύνολο πολυδιανομής (κλάση). Έτσι είναι σημαντικό το κόστος καθορισμού και εξυπηρέτησής κάθε συνόλου πολυδιανομής να είναι όσο το δυνατόν χαμηλότερο. Γίνεται κατανοητό ότι οι απαιτήσεις αυτές καθιστούν μη

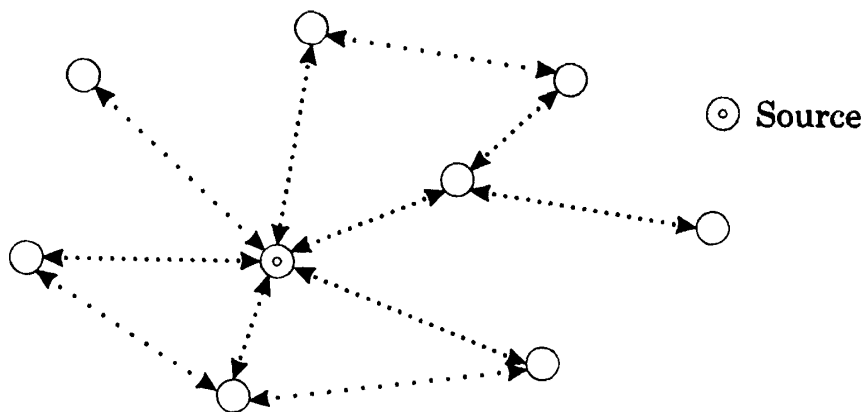


δυνατή την εξυπηρέτηση των εφαρμογών που μας ενδιαφέρουν από τις υπάρχουσες λύσεις. Η προσέγγιση που προτείνεται στην παρούσα διατριβή καλύπτει τις απαιτήσεις που τέθηκαν και αναλύεται περαιτέρω στην αμέσως επόμενη ενότητα.

2.6 Προτεινόμενη Προσέγγιση

Μετά την ανάλυση που προηγήθηκε είναι πλέον κατανοητό ότι οι υπάρχουσες εναλλακτικές λύσεις δεν μπορούν να εξυπηρετήσουν αποτελεσματικά τις προσανατολισμένες στα δεδομένα εφαρμογές που μας ενδιαφέρουν και απαιτούν επικοινωνία του τύπου ένας προς πολλούς σε MANETs. Έτσι, καθίσταται απαραίτητος ο σχεδιασμός αποτελεσματικών πρωτοκόλλων τα οποία θα λαμβάνουν υπόψη τόσο τα ιδιαίτερα χαρακτηριστικά των MANETs, όσο και τις απαιτήσεις αυτής καθαυτής της προσανατολισμένης στα δεδομένα δρομολόγησης που παρατέθηκαν στην προηγούμενη ενότητα. Τόσο η κινητικότητα των κόμβων σε αυτά τα δίκτυα, όσο και το υψηλό κόστος που παρουσιάζουν οι παραδοσιακοί, και όχι μόνο, αλγόριθμοι πολυδιανομής ως προς τον σχηματισμό και την εξυπηρέτηση των συνόλων πολυδιανομής αποτελούν σημαντικά εμπόδια για την εφαρμογή των προηγούμενων προσεγγίσεων σε MANETs. Τα δύο ζητήματα που είναι και τα πιο σημαντικά για τις εφαρμογές που μας ενδιαφέρουν, είναι τα εξής. Πρώτον, δεν θέλουμε να διατηρούνται σύνολα πολυδιανομής. Απαιτείται τα σύνολα αυτά να είναι απολύτως δυναμικά αφού εξαρτώνται άμεσα από το εκάστοτε ερώτημα, δηλαδή από την κλάση στην οποία απευθύνονται. Η κλάση καθορίζει κάθε φορά το σύνολο πολυδιανομής. Δεύτερον, απαιτείται η όλη διαδικασία της δρομολόγησης να είναι κατ' αίτηση (on demand). Αυτό καθίσταται απαραίτητο αφού είναι ο μόνος τρόπος για να επιτευχθεί το ελάχιστο κόστος. Αν αναλογιστεί κανείς τις δύο αυτές βασικές απαιτήσεις, θα διαπιστώσει ότι οι εφαρμογές που μας ενδιαφέρουν δεν μπορούν να εξυπηρετηθούν με ότι υπήρχε μέχρι τώρα από άποψη δρομολόγησης σε MANETs. Μια λύση που μπορεί να εφαρμοστεί υπό προϋποθέσεις είναι η ευρεία μετάδοση. Μάλιστα, αυτός είναι ο μόνος τρόπος, χωρίς τη διατήρηση δομών ή ιδιαίτερους μηχανισμούς, ώστε να γίνεται απολύτως δυναμικά ο καθορισμός των κόμβων εξυπηρέτησης. Ωστόσο, η ευρεία μετάδοση από μόνη της δεν μπορεί να εξυπηρετήσει τις εφαρμογές αυτές αποδοτικά αφού απευθύνεται στο σύνολο των κόμβων του δικτύου. Αυτό διότι στην περίπτωση μας για κάθε ερώτημα απαιτείται επικοινωνία μόνο με συγκεκριμένες κλάσεις του δικτύου. Συνεπώς, απαιτείται μια ελεγχόμενη ευρεία μετάδοση που θα προσεγγίζει μόνο τους απαιτούμενους κόμβους και όχι το σύνολο του δικτύου. Αυτό όμως, μπορεί να αντιμετωπίσει το ένα σκέλος του προβλήματος. Το άλλο σκέλος είναι η εξάρτηση του συνόλου πολυδιανομής κάθε φορά από το είδος του ερωτήματος. Προκειμένου να ξεπεραστεί το εμπόδιο αυτό απαιτείται ένας cross layer σχεδιασμός κατά τον οποίο στοιχεία του επιπέδου εφαρμογών καθίστανται εκμεταλλεύσιμα απευθείας από το επίπεδο δικτύου. Η παρούσα διατριβή προτείνει μια cross layer τεχνική η οποία υλοποιεί τα παραπάνω με την εισαγωγή στοιχείων του επιπέδου εφαρμογών απευθείας στις συναρτήσεις δρομολόγησης ενός αλγορίθμου αποτελεσματικής ευρείας μετάδοσης, του TDP (Total Dominant Pruning)[18]. Επιλέχθηκε ο αλγόριθμος



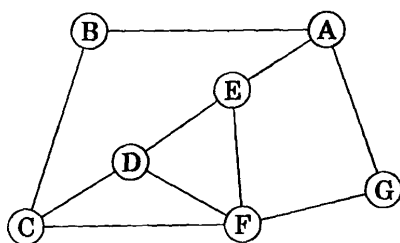


Σχήμα 2.6: Πλημμύρα σε ένα MANET.

αυτός, διότι όπως όλοι οι αλγόριθμοι αυτής της κατηγορίας, διαθέτει απλότητα, αποδοτικότητα και ευελιξία. Μπορεί να εξυπηρετήσει τις εφαρμογές που θέλουμε και να γίνει ακόμη περισσότερο αποδοτικός, αν προσαρμοστεί κατάλληλα προκειμένου να εκμεταλλεύεται τις πληροφορίες των εφαρμογών και να υλοποιεί ελεγχόμενη ευρεία μετάδοση. Γενικά οι cross layer τεχνικές είναι κάτι το πολύ πρόσφατο και παρόλο που υπάρχει ερευνητική δραστηριότητα στον τομέα δεν έχουν προταθεί πολλές λύσεις. Η προσέγγιση που προτείνεται χρησιμοποιεί έναν αλγόριθμο της λεγόμενης αποτελεσματικής ευρείας μετάδοσης (Efficient Broadcasting), τον TDP, με βάση τον οποίο επανασχεδιάζεται εξ' αρχής ολόκληρο το επίπεδο δικτύωσης προκειμένου να καλυφθούν οι απαιτήσεις που τέθηκαν. Αυτός ο αλγόριθμος αναλύεται σε επόμενη παράγραφο λεπτομερώς. Πριν από αυτό όμως στην επόμενη ενότητα αναλύεται περισσότερο η προσέγγιση της ευρείας μετάδοσης.

2.7 Ευρεία Μετάδοση

Όπως αναφέρθηκε μια εναλλακτική πρόταση για την πιθανή εξυπηρέτηση των εφαρμογών που μας αφορούν, είναι αυτή της ευρείας μετάδοσης (Network Layer Broadcasting). Ωστόσο, αυτή θα πρέπει να τροποποιηθεί ώστε να είναι κατάλληλη για το συγκεκριμένο πρόβλημα. Στο σημείο αυτό θα παρουσιαστούν σύντομα οι τεχνικές που υπάρχουν για ευρεία μετάδοση. Η πιο απλή από αυτές είναι η γνωστή πλημμύρα (flooding). Η πλημμύρα σαν μέθοδος λειτουργεί πολύ απλά. Ένας κόμβος εκπέμπει ένα μήνυμα στο κοινό μέσο και κάθε κόμβος που το λαμβάνει την πρώτη φορά μόνο, το επανεκπέμπει. Έτσι το μήνυμα εξαπλώνεται σε όλο το δίκτυο. Πρόκειται για μία μέθοδο εξαιρετικά απλή στην υλοποίηση της και καθόλου πολύπλοκη. Σε αυτόν τον τομέα υπερέχει πολύ σε σχέση με όλες τις υπόλοιπες προσεγγίσεις που περιγράφηκαν ως τώρα. Όμως υστερεί όσον αφορά το φορτίο το οποίο εισάγει στο δίκτυο. Λόγω του τρόπου λειτουργίας το δίκτυο πλημμυρίζει από μηνύματα τα οποία δε χρειάζονται. Οι μεταδόσεις που γίνονται υπερβαίνουν κατά πολύ αυτές που πραγματικά απαιτούνται [32]. Ας δούμε για παράδειγμα το Σχήμα 2.6. Οι μεταδόσεις που απαιτούνται για την ενημέρωση του συνόλου των κόμβων του δικτύου που φαίνεται, είναι δύο. Όμως με την τεχνική της πλημμύρας αυτές που τελικά θα γίνουν είναι εννιά. Από αυτό

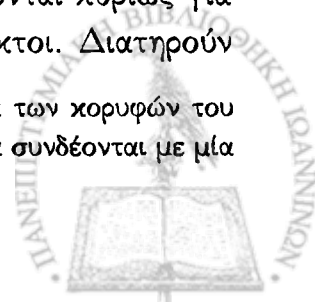


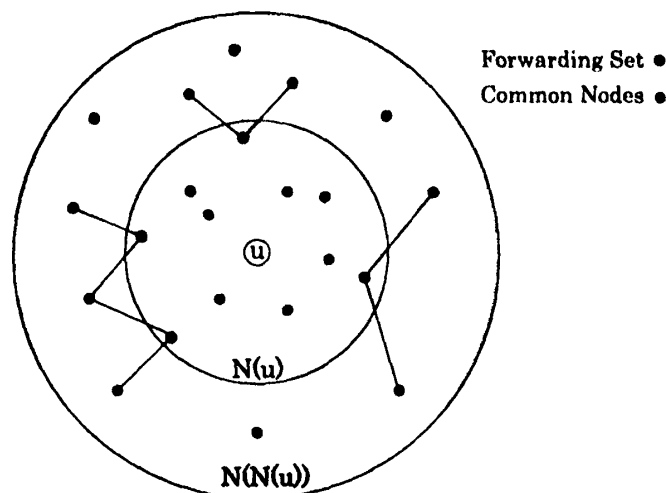
Σχήμα 2.7: Ελάχιστο Συνεκτικό Κυρίαρχο Σύνολο.

το μικρό παράδειγμα καταλαβαίνουμε ότι η πλημμύρα εισάγει μεγάλο φόρτο σε ένα δίκτυο με αποτέλεσμα να έχουμε συγκρούσεις μεταξύ των πακέτων, συμφόρηση και επανεκπομπές. Συνεπώς, η πλημμύρα αν και απλή μέθοδος δεν μπορεί με αυτή τη μορφή να εξυπηρετήσει τις ανάγκες του προβλήματός μας. Παρά ταύτα, αν κάποιος καταφέρει να μειώσει των αριθμό των ανεπιθύμητων μηνυμάτων, η τεχνική αυτή φαίνεται να μπορεί να εφαρμοστεί σε MANETs για την εξυπηρέτηση προσανατολισμένων στα δεδομένα εφαρμογών. Υπάρχουν τεχνικές ευρείας μετάδοσης οι οποίες καλούνται *τεχνικές αποδοτικής ευρείας μετάδοσης (Efficient Broadcasting)*. Αυτές διατηρούν την απλότητα της ιδέας της πλημμύρας, εκτελούνται στους κόμβους μόνο όταν αυτό απαιτείται και στόχο έχουν την ενημέρωση του συνόλου των κόμβων ενός δικτύου. Οι αλγόριθμοι αποδοτικής πλημμύρας διακρίνονται σε τρεις μεγάλες κατηγορίες [30]. Εξ' αυτών η πιο αποδοτική κατηγορία αλγορίθμων είναι αυτή που προσεγγίζει δυναμικά την κατασκευή ενός Ελάχιστου Συνεκτικού Κυρίαρχου Συνόλου (Minimum Connected Dominating Set). Το πρόβλημα αυτό έχει απασχολήσει πολλές ερευνητικές ομάδες. Όπως αναφέρθηκε, ένα MANET μπορεί να μοντελοποιηθεί ως ένας χρονικά μεταβαλλόμενος γράφος $G_t = \{V, E\}$. Το πρόβλημα εύρεσης ενός MCDS σε ένα τέτοιο γράφο είναι η εύρεση ενός ελαχίστου συνόλου $S \subseteq V$, για το οποίο ισχύει ότι $\forall x \in \{V - S\}$ υπάρχει τουλάχιστον ένα γειτονικός κόμβος $s \in S$. Ένα παράδειγμα μπορούμε να δούμε στο Σχήμα 2.7 όπου ένα MCDS εκεί αποτελείται από τους κόμβους $\{A, E, D\}$. Η ιδιότητα που χαρακτηρίζει ένα MCDS είναι ότι αποτελεί έναν ισχυρά συνεκτικό υπογράφο του αρχικού γράφου G_t . Έχει αποδειχθεί όμως ότι το πρόβλημα εύρεσης ενός MCDS είναι NP-complete ακόμη και για δίκτυα τύπου UDG¹ (Unit Disk Graph) [20]. Έτσι προτάθηκαν ένα σύνολο από μεθόδους οι οποίες προσπαθούν να δημιουργήσουν ένα CDS (Connected Dominating Set) για να προσεγγίσουν το MCDS. Οι αλγόριθμοι αυτοί στη συνέχεια χρησιμοποιούν το σύνολο που κατασκευάζουν προκειμένου να υλοποιήσουν μια έξυπνη πλημμύρα ορίζοντας ότι μόνο οι κόμβοι που ανήκουν σε αυτό μπορούν να επανεκπέμψουν ένα μήνυμα το οποίο λαμβάνουν. Οι υπόλοιποι κόμβοι του δικτύου θα λάβουν το μήνυμα από τις μεταδόσεις των κόμβων που ανήκουν στο CDS.

Οι αλγόριθμοι που μας ενδιαφέρουν είναι αυτοί οι οποίοι υπολογίζουν το CDS κάθε φορά που υπάρχει ανάγκη για εκπομπή [31]. Οι αλγόριθμοι αυτοί, χρησιμοποιούνται κυρίως για την επίλυση του προβλήματος της εκπομπής [32] και είναι εξαιρετικά ευέλικτοι. Διατηρούν

¹Ένας γράφος ονομάζεται UDG αν και μόνο αν υπάρχει μια 1 προς 1 αντιστοιχία των κορυφών του με κύκλους, ίδιας ακτίνας ρ που ανήκουν στο ίδιο επίπεδο, τέτοια ώστε δύο κορυφές να συνδέονται με μία ακμή αν και μόνο αν οι αντίστοιχοι κύκλοι τέμνονται.





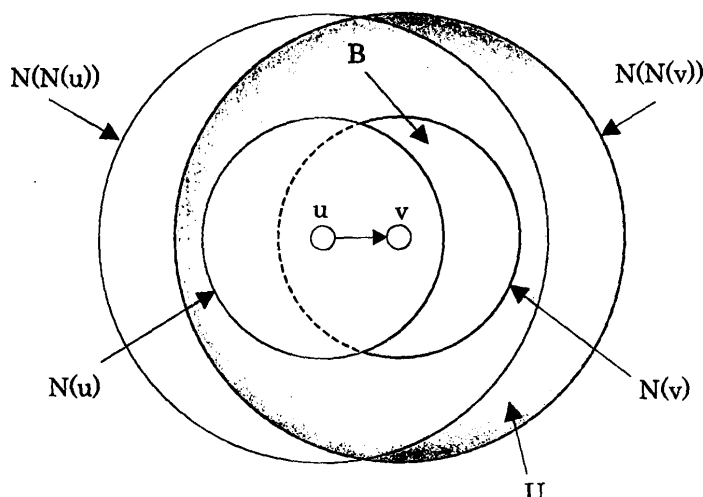
Σχήμα 2.8: Σύνολο προώθησης στον εκκινητή μιας εκπομπής.

την απλότητα της πλημμύρας ως προς την υλοποίηση αλλά καταφέρνουν να μειώσουν τα ανεπιθύμητα μηνύματα που χαρακτηρίζουν αυτή τη μέθοδο και να επιτύχουν αυξημένη απόδοση. Ένας τέτοιος αλγόριθμος είναι ο Scalable Broadcast Algorithm [24]. Ο αλγόριθμος αυτός χρησιμοποιεί HELLO μηνύματα προκειμένου οι κόμβοι να ανταλλάσσουν πληροφορίες μεταξύ τους. Στα μηνύματα αυτά οι κόμβοι δηλώνουν ποιοι είναι (τη διεύθυνσή τους) και ενσωματώνουν την γειτονιά τους. Έτσι με τις ανταλλαγές που γίνονται τελικά ο κάθε κόμβος έχει γνώση του δικτύου σε απόσταση 2 αλμάτων μακριά από αυτόν. Όταν ένας κόμβος u λαμβάνει ένα μήνυμα από έναν κόμβο r , αν ισχύει $N(u) \subseteq N(r) \cup \{r\}$ ο κόμβος δεν επανεκπέμπει. Στο [17] προτείνονται δύο αλγόριθμοι οι οποίοι ανήκουν σε μια κατηγορία αλγορίθμων που ονομάζονται στο σύνολο τους αλγόριθμοι Κλαδέματος (Pruning Algorithms). Οι αλγόριθμοι αυτοί είναι ευρετικοί αλγόριθμοι έξυπνης πλημμύρας. Πρώτος είναι ο Self Pruning. Ο αλγόριθμος αυτός απαιτεί την ύπαρξη μηνυμάτων όπου κάθε κόμβος ενημερώνει τους γείτονες του για την ύπαρξη του και για τους γείτονες που ο ίδιος έχει. Έτσι όπως στον SBA, και εδώ υπάρχει γνώση 2 αλμάτων. Όταν ένας κόμβος u λάβει ένα πακέτο από τον v ελέγχει αν το $K = N(u) - N(v) - \{v\}$ είναι κενό. Αν ναι, δεν επανεκπέμπει το μήνυμα, αφού υποθέτει ότι όλοι οι γειτονικοί του κόμβοι το έχουν ήδη λάβει. Έτσι κάθε κόμβος αποφασίζει για τον εαυτό του αν θα επανεκπέμψει και αυτή η διαδικασία συνεχίζεται έως ότου καλυφθεί όλο το δίκτυο. Ο δεύτερος αλγόριθμος λέγεται Dominant Pruning. Χρησιμοποιεί και αυτός περιοδικά μηνύματα ακριβώς με τον ίδιο τρόπο όπως και ο προηγούμενος. Τώρα όμως κάθε κόμβος δεν αποφασίζει ο ίδιος αν θα επανεκπέμψει. Ο εκκινητής της εκπομπής χρησιμοποιώντας τον αλγόριθμο GSC (Greedy Set Cover)[19] ο οποίος θα αναλυθεί σε βάθος παρακάτω, παράγει ένα υποσύνολο των κόμβων τους οποίους καλύπτει, του οποίου οι κόμβοι μπορούν να επανεκπέμψουν το μήνυμα και λέγεται *σύνολο προώθησης (forwarding set)*.

- **Ορισμός 2.2.6** (Σύνολο προώθησης). *Σύνολο προώθησης ενός κόμβου u , $Fw(u)$ ορίζεται το σύνολο των κόμβων που ανήκουν στην γειτονιά του u και οι οποίοι πρέπει να προωθήσουν ένα μήνυμα ώστε όλοι οι κόμβοι που ανήκουν στην γειτονιά 2 αλμάτων του u , $N(N(u))$, να είναι σε θέση να το παραλάβουν. Συμβολίζουμε ένα*

σύνολο προώθησης ως

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



Σχήμα 2.9: Σύνολα με βάση τα οποία λειτουργεί ο αλγόριθμος Dominant Pruning.

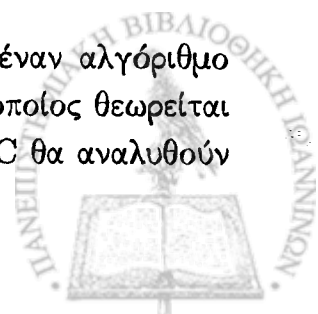
Το σύνολο αυτό ενσωματώνεται στα μηνύματα δεδομένων. Ένα σύνολο προώθησης φαίνεται στο Σχήμα 2.8. Όταν κάποιος κόμβος λάβει ένα μήνυμα, ελέγχει το σύνολο προώθησης που αυτό φέρει για να δει αν ανήκει σε αυτό. Αν όχι, τότε απλά αγνοεί το μήνυμα. Αν ναι, επαναλαμβάνει την ίδια διαδικασία παραγωγής συνόλου προώθησης και συνεχίζει μέχρι να καλυφθούν όλοι οι κόμβοι. Το σύνολο προώθησης σε έναν ενδιαμέσο κόμβο u αν έχει λάβει ένα μήνυμα από έναν κόμβο v απαιτείται να είναι οι κόμβοι που καλύπτουν το $U(u) = N(N(u)) - N(u) - N(v)$. Στον εκκινήτη και μόνο απαιτείται να καλύπτεται το $U(u) = N(N(u)) - N(u)$.

- **Ορισμός 2.2.7** (Σύνολο U). 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 τη γνώση του u , δεν έχουν παραλάβει ακόμη το συγκεκριμένο μήνυμα. Προφανώς ισχύει ότι $U \subseteq N(N(u))$.

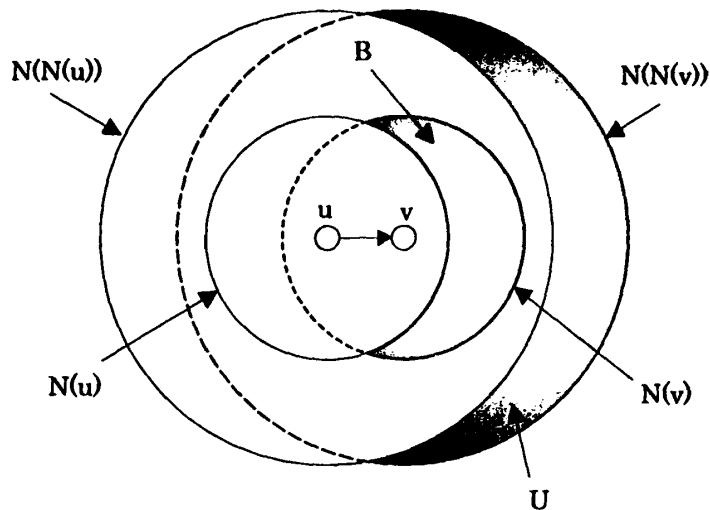
Στο Σχήμα 2.9 μπορούμε να δούμε τη λειτουργία του αλγορίθμου DP. Το B που φαίνεται δεν είναι τίποτα άλλο από το $B(u) = N(v) - N(u)$ και είναι οι κόμβοι οι οποίοι είναι υποψήφιοι για το σύνολο προώθησης. Το αναφέρουμε διότι για το σύνολο προώθησης F ισχύει ότι $F \subseteq B$.

- **Ορισμός 2.2.8** (Σύνολο B). 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 τη γνώση του u , δεν έχουν προωθήσει το μήνυμα στο παρελθόν. Προφανώς ισχύει ότι $B \subseteq N(u)$.

Για την έρευνά μας επιλέξαμε να μελετήσουμε και να στηριχθούμε σε έναν αλγόριθμο ακριβώς αυτής της λογικής, τον TDP (Total Dominant Pruning) [18] ο οποίος θεωρείται και ο πιο αποδοτικός από όλους. Αυτός ακριβώς ο αλγόριθμος και ο GSC θα αναλυθούν λεπτομερώς στις επόμενες ενότητες.



2.8 Ο Αλγόριθμος Total Dominant Pruning



Σχήμα 2.10: Σύνολα με βάση τα οποία λειτουργεί ο αλγόριθμος Total Dominant Pruning.

Στην παρούσα παράγραφο θα περιγράψουμε λεπτομερώς τον αλγόριθμο TDP (Total Dominant Pruning)[18]. Ο αλγόριθμος αυτός όπως θα δούμε επεκτείνει την ιδέα που εισήγαγε ο DP και προχωρά ακόμη παραπέρα προκειμένου να επιτύχει αποτελεσματικότερη εκπομπή. Είναι ο αλγόριθμος τον οποίο επιλέξαμε να μελετήσουμε και να στηριχτούμε, προκειμένου να υλοποιήσουμε την προτεινόμενη cross layer τεχνική μας. Θεωρείται ιδιαίτερα αποδοτικός στην κατηγορία του αφού εισάγει περιορισμένο φόρτο στο δίκτυο, ενώ παράλληλα επιτυγχάνει υψηλά ποσοστά επιτυχημένης παράδοσης πληροφορίας [18]. Επίσης όπως θα δούμε είναι σχετικά απλός στη λειτουργία του αφού είναι παρόμοιος με τον DP.

Ο TDP χρησιμοποιεί και αυτός περιοδικά μηνύματα ελέγχου τα οποία ανταλλάσσουν οι κόμβοι μεταξύ τους. Τα μηνύματα αυτά ανταλλάσσονται ανά τακτά καθορισμένα διαστήματα και η πληροφορία που περιέχουν είναι το αναγνωριστικό του κόμβου ο οποίος στέλνει το μήνυμα, καθώς και την 1 hop γειτονιά του. Για παράδειγμα αν ο κόμβος u στείλει ένα τέτοιο μήνυμα οι πληροφορίες του μηνύματος είναι η διεύθυνση του και το $N(u)$. Τα μηνύματα αυτά μεταδίδονται από όλους τους κόμβους του δικτύου με αποτέλεσμα μετά από ένα σύντομο χρονικό διάστημα, κάθε κόμβος να έχει γνώση της τοπολογίας του δικτύου σε απόσταση 2 αλμάτων από αυτόν. Όταν ένας κόμβος θέλει να εκπέμψει ένα μήνυμα, προκειμένου να παράξει ένα σύνολο προώθησης χρησιμοποιεί τον αλγόριθμο GSC ορίζοντας το σύνολο $U(u) = N(N(u)) - N(u)$ όπως και στον DP. Στη συνέχεια ενσωματώνει στο μήνυμα το σύνολο προώθησης, όμως τώρα ενσωματώνει σε αυτό και την 2 hop γειτονιά του (π.χ. ο u την $N(N(u))$). Όποιος κόμβος λάβει το μήνυμα αυτό, ελέγχει αρχικά αν βρίσκεται στο σύνολο προώθησης. Αν όχι, το μήνυμα αγνοείται. Αν ναι, αφού επεξεργαστεί τα περιεχόμενα του μηνύματος, παράγει ένα σύνολο προώθησης τώρα όμως με $U(u) = N(N(u)) - N(N(v))$, αν υποθέσουμε ότι ο κόμβος u λαμβάνει το μήνυμα από τον κόμβο v . Στη συνέχεια επαναλαμβάνει την ίδια διαδικασία με το να ενσωματώσει το σύνολο προώθησης και τη 2 hop γειτονιά του στο μήνυμα πριν το εκπέμψει.

Function_TDP(node i){

if new_message_to_send **then**

// if node wants to broadcast a message

$B(i) = N(i);$

$U(i) = N(N(i)) - N(i);$

$Fw(i) = GSC(B(i), U(i));$

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

$B(i) = N(i) - N(j);$

$U(i) = N(N(i)) - N(N(j));$

$Fw(i) = GSC(B(i), U(i));$

Append_forward_set_to_message(Fw, m);

Append_2-hop_neighborhood_to_message($N(N(i)), m$);

Forward_message(m);

}

Αλγόριθμος 1: Ψευδοκώδικας του αλγορίθμου TDP.

Ο ψευδοκώδικας του TDP φαίνεται στον Αλγόριθμο 1. Η κύρια ιδέα του TDP είναι να μικρύνει ακόμα περισσότερο το σύνολο U σε έναν ενδιάμεσο κόμβο σε σχέση με τον DP, κάνοντας χρήση της 2 hop γειτονιάς του αποστολέα. Η διαφορά είναι αισθητή και μπορεί να γίνει εύκολα αντιληπτή αν συγκρίνουμε τα Σχήματα 2.9 και 2.10. Είναι φανερό ότι στον TDP το σύνολο U είναι πολύ μικρότερο. Αυτό εξασφαλίζει μεν ακόμα μικρότερα σύνολα προώθησης, υποθέτει όμως ότι όλη η υπόλοιπη περιοχή έχει ήδη εξυπηρετηθεί. Πράγμα το οποίο δεν είναι πάντα σίγουρο.

Ο TDP καταφέρνει να μειώσει ακόμα περισσότερο από τον DP τα σύνολα προώθησης. Βέβαια πληρώνει το κόστος εισαγωγής πρόσθετης πληροφορίας (2 hop γειτονιά) στην κεφαλίδα των μηνυμάτων. Συνήθως όμως μιλάμε για μερικά bytes αφού συνήθως κάθε κόμβος στη γειτονιά του έχει έναν περιορισμένο αριθμό από κόμβους του δικτύου. Για να αποκτήσει σημαντικό μέγεθος η πληροφορία αυτή θα πρέπει να βρεθούμε σε ένα εξαιρετικά πυκνό και μεγάλο δίκτυο MANET, όπου οι κόμβοι θα έχουν μεγάλο βαθμό συνδεσιμότητας.



Ο Αλγόριθμος Greedy Set Cover

Ο αλγόριθμος Dominant Pruning αλλά και ο TDP, που είναι και ο αλγόριθμος με τον οποίο ασχοληθήκαμε κυρίως, χρησιμοποιούν για τον υπολογισμό του συνόλου προώθησης που χρειάζονται τον αλγόριθμο GSC (Greedy Set Cover)[19]. Στην παράγραφο αυτή αναλύουμε λεπτομερώς τον αλγόριθμο αυτό. Το σύνολο προώθησης (forwarding set ή Fw), όπως προαναφέραμε είναι το σύνολο των κόμβων οι οποίοι αναλαμβάνουν να προωθήσουν ένα μήνυμα μέσα σε ένα δίκτυο MANET όταν γίνεται χρήση αλγορίθμων δρομολόγησης όπως ο DP, ο TDP κ.α.. Το πρόβλημα εύρεσης ενός ελάχιστου συνόλου προώθησης Fw σε ένα MANET ανάγεται στο πρόβλημα του MCDS το οποίο περιγράψαμε παραπάνω και είναι NP-complete[10]. Έτσι ο αλγόριθμος αυτός είναι προσεγγιστικός και greedy, που σημαίνει μη βέλτιστος. Μοντελοποιώντας το πρόβλημα ως υποθέσουμε ότι για οποιουδήποτε κόμβους u και v ισχύουν:

- $B(v, u) = N(v) - N(u)$.
- $Fw = \{f_1, f_2, \dots, f_m\} \subseteq B(v, u)$ έτσι ώστε $\bigcup_{f_i \in Fw} (N(f_i) \cap U) = U$.

Με βάση τα παραπάνω ο αλγόριθμος GSC διαμορφώνεται όπως φαίνεται στον Αλγόριθμο 2.

Function_GSC(node v){

Initially:

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

$K = \{S_1, S_2, \dots, S_n\}$ where $S_k = N(v_k) \cap U, \forall v_k \in B, Z = \emptyset$.

Step 1:

Find S_k set that is maximal in set K .

Step 2:

$Fw(v) = Fw(v) \cup \{v_k\}, Z = Z \cup \{S_k\}, K = K - \{S_k\}, S_l = S_l - S_k, \forall S_l \in K$.

Step 3:

if $Z = U$ **then**

return($Fw(v)$);

else

goto Step 1;

}

Αλγόριθμος 2: Ψευδοκώδικας του αλγορίθμου GSC.



Ο αλγόριθμος ξεκινά έχοντας κενό το σύνολο $Fw(v)$. Στη συνέχεια εντοπίζει τον κόμβο ο οποίος καλύπτει τον μέγιστο αριθμό από κόμβους από το σύνολο U . Ο κόμβος αυτός εισάγεται στο Fw και στη συνέχεια οι κόμβοι τους οποίους αυτός κάλυπτε αφαιρούνται από το U ώστε να μείνουν σε αυτό μόνο οι ακάλυπτοι κόμβοι. Η διαδικασία αυτή επαναλαμβάνεται συνέχεια μέχρι το σύνολο των κόμβων οι οποίοι καλύπτονται από το F κάποια στιγμή (Z) να γίνει ίσο με το U . Στόχος του αλγορίθμου αυτού είναι να παράγει όσο το δυνατόν μικρότερα σύνολα προώθησης είναι δυνατόν προκειμένου να μειώνεται συνολικά ο αριθμός των εκπομπών. Παρά το γεγονός ότι ο αλγόριθμος αυτός δεν είναι βέλτιστος έχει αναλογία προσέγγισης $(\ln |U| + 1)$ [19]. Επίσης έχει αποδειχθεί ότι μπορεί να εκτελεστεί σε $O(|U||K| \min(|U||K|))$ [9] χρόνο. Έχει ήδη ειπωθεί ότι μέρος της έρευνάς μας είναι η τροποποίηση του συγκεκριμένου αλγορίθμου έτσι ώστε να μπορέσουμε να ενσωματώσουμε αποτελεσματικά τα χαρακτηριστικά δεδομένων (κλάση) στην δρομολόγηση προκειμένου να επιτευχθεί αποτελεσματική προσανατολισμένη στα δεδομένα επικοινωνία. Έτσι είναι σημαντικό να γίνει κατανοητή η λειτουργία του, προκειμένου ο αναγνώστης να κατανοήσει πλήρως αυτό που θα προταθεί στη συνέχεια στην παρούσα διατριβή.



Theorem 1. Let $A = (a_{ij})$ be an $n \times n$ matrix. Then $\det A = \sum_{\sigma \in S_n} \text{sgn}(\sigma) a_{1\sigma(1)} a_{2\sigma(2)} \dots a_{n\sigma(n)}$.

Proof. We proceed by induction on n . For $n=1$, the result is trivial. Assume the result holds for $(n-1) \times (n-1)$ matrices. Expanding $\det A$ along the first row, we get

$$\det A = \sum_{j=1}^n (-1)^{1+j} a_{1j} \det A_{1j}$$

where A_{1j} is the $(n-1) \times (n-1)$ matrix obtained by deleting the first row and the j -th column of A . By the induction hypothesis,

$$\det A_{1j} = \sum_{\sigma \in S_{n-1}} \text{sgn}(\sigma) a_{2\sigma(1)} \dots a_{n\sigma(n-1)}$$

where σ is a permutation of $\{2, \dots, n\}$. Combining these two equations, we get

$$\det A = \sum_{j=1}^n (-1)^{1+j} a_{1j} \sum_{\sigma \in S_{n-1}} \text{sgn}(\sigma) a_{2\sigma(1)} \dots a_{n\sigma(n-1)}$$

This is equal to the sum over all permutations $\tau \in S_n$ of $\text{sgn}(\tau) a_{1\tau(1)} a_{2\tau(2)} \dots a_{n\tau(n)}$, which is the desired result.

- $B(n) = \dots$
- $C(n) = \dots$

Example: Let $A = \begin{pmatrix} 1 & 2 & 3 \\ 4 & 5 & 6 \\ 7 & 8 & 9 \end{pmatrix}$. Then $\det A = \dots$

Definition: A matrix A is invertible if there exists a matrix A^{-1} such that $AA^{-1} = A^{-1}A = I$.

Theorem 2. Let $A = (a_{ij})$ be an $n \times n$ matrix. Then A is invertible if and only if $\det A \neq 0$.

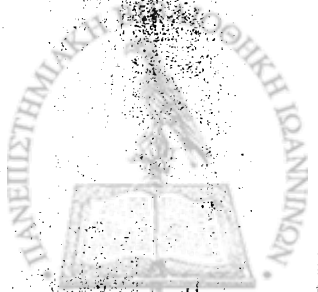
Proof. If A is invertible, then $AA^{-1} = I$. Taking determinants, we get $\det A \det A^{-1} = \det I = 1$. Thus $\det A \neq 0$.

Conversely, if $\det A \neq 0$, then A is invertible. This can be shown by using the adjugate matrix.

Definition: The adjugate matrix A^* of $A = (a_{ij})$ is the matrix $A^* = (a_{ji}^*)$ where $a_{ji}^* = (-1)^{i+j} \det A_{ij}$.

Theorem 3. Let $A = (a_{ij})$ be an $n \times n$ matrix. Then $AA^* = A^*A = (\det A)I$.

Example: Let $A = \begin{pmatrix} 1 & 2 \\ 3 & 4 \end{pmatrix}$. Then $A^* = \begin{pmatrix} 4 & -2 \\ -3 & 1 \end{pmatrix}$.



ΚΕΦΑΛΑΙΟ 3

ΠΡΟΤΕΙΝΟΜΕΝΕΣ CROSS LAYER ΤΕΧΝΙΚΕΣ ΔΡΟΜΟΛΟΓΗΣΗΣ

3.1 Κοινοί Μηχανισμοί Προτεινόμενων Αλγορίθμων

3.2 Η τεχνική SFS

3.3 Κριτήρια Τερματισμού

3.4 Από τον GSC στον αλγόριθμο GSC-C

Στο κεφάλαιο αυτό θα παρουσιαστούν τα αποτελέσματα της έρευνας που έγινε σχετικά με το πρόβλημα της προσανατολισμένης στα δεδομένα πολυδιανομής σε δίκτυα MANETs όπως αυτό περιγράφηκε στην προηγούμενη ενότητα. Όπως προαναφέρθηκε προτείνεται μια καινούρια cross layer προσέγγιση, με βάση την οποία προέκυψε ένα σύνολο αλγορίθμων. Στόχος μας είναι η αποδοτική εξυπηρέτηση εφαρμογών που χρησιμοποιούν επικοινωνία του τύπου ένας προς πολλούς με ταυτόχρονη μείωση των εκπομπών που γίνονται σε ένα MANET. Για τους λόγους που εξηγήθηκαν στο προηγούμενο κεφάλαιο, η έρευνά μας βασίζεται στον αλγόριθμο TDP, ο οποίος και ελαχιστοποιεί τον αριθμό των μεταδόσεων σε ένα δίκτυο MANET. Ο συγκεκριμένος αλγόριθμος παρά το γεγονός ότι είναι αρκετά αποτελεσματικός επιδέχεται βελτιώσεων αφού οι εκπομπές που υλοποιεί κατά την λειτουργία του είναι περισσότερες από τον βέλτιστο απαιτούμενο αριθμό. Στόχος είναι η δημιουργία αλγορίθμων οι οποίοι θα είναι εξίσου αποδοτικοί για το πρόβλημά μας, θα επιτυγχάνουν όμως ταυτόχρονα ακόμα μικρότερη επιβάρυνση του δικτύου. Στην αρχή περιγράφονται οι βασικοί κοινοί μηχανισμοί των προτεινόμενων αλγορίθμων, εν συνεχεία αναλύεται μια καινούρια τεχνική οργάνωσης και αξιοποίησης του συνόλου προώθησης, η οποία καλείται SFS (Split Forwarding Set). Στη συνέχεια ακολουθεί η περιγραφή δύο νέων αλγορίθμων, που ονομάζονται TDP-CT και TDP-ECT. Οι αλγόριθμοι αυτοί υλοποιούν διαφορετικά κριτήρια τερματισμού του κλασικού αλγορίθμου TDP και εκμεταλλεύονται την τεχνική

SFS. Εν συνεχεία, παρουσιάζεται ένας καινούριος αλγόριθμος για την επιλογή του συνόλου προώθησης, ο οποίος βασίζεται στον GSC και κάνει χρήση της πληροφορίας του επιπέδου εφαρμογών (κλάση). Ο νέος αλγόριθμος ονομάζεται GSC-Class ή GSC-C. Η ενσωμάτωση του GSC-C στους αλγόριθμους TDP-CT και TDP-ECT οδηγεί στην δημιουργία δύο νέων αλγορίθμων, των CTDP-CT και CTDP-ECT αντίστοιχα. Οι αλγόριθμοι αυτοί περιγράφονται στη συνέχεια.

3.1 Κοινοί Μηχανισμοί Προτεινόμενων Αλγορίθμων

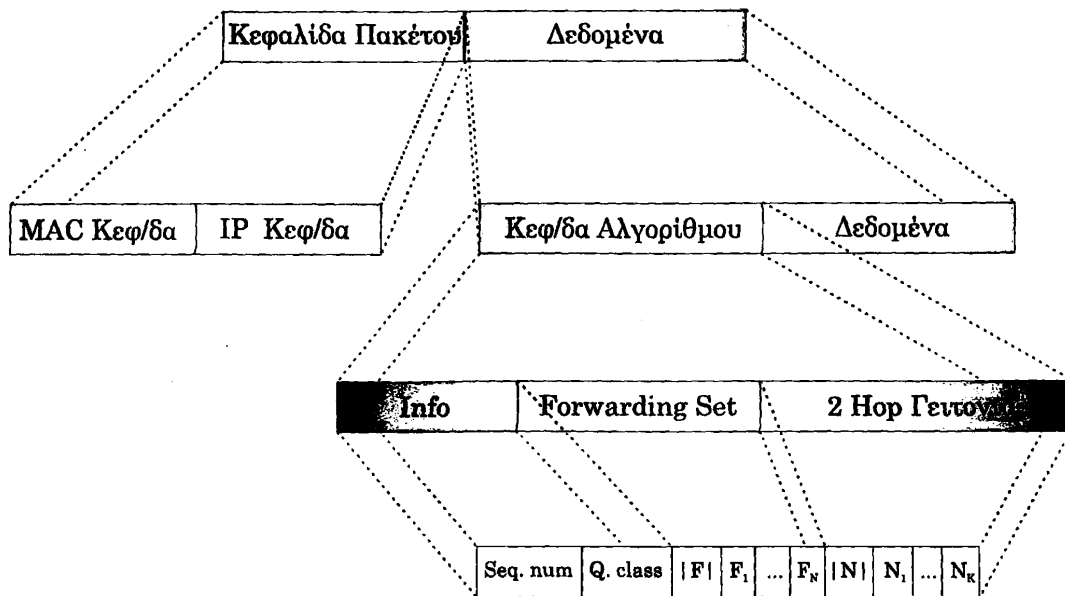
Στην παράγραφο αυτή θα περιγραφούν με λεπτομέρεια οι βασικοί μηχανισμοί οι οποίοι είναι κοινοί και εμφανίζονται σε όλες τις εκδοχές των αλγορίθμων που θα περιγραφούν στην συνέχεια.

Ιδιαίτερη σημασία έχει ο τρόπος με τον οποίο η κλάση κάθε κόμβου εισάγεται στη λειτουργία του αλγορίθμου. Ο αλγόριθμος TDP, που χρησιμοποιείται ως βάση, προϋποθέτει την ύπαρξη περιοδικών μηνυμάτων ελέγχου τα οποία κάθε κόμβος στέλνει ανά τακτά χρονικά διαστήματα στους γείτονές του. Η πρακτική αυτή είναι συνήθης σε MANETs. Στον TDP η πληροφορία που στέλνει ένας κόμβος περιλαμβάνει το αναγνωριστικό του (συνήθως η διεύθυνσή του) και την 1-hop γειτονιά του $N(v)$. Οι κόμβοι διατηρούν δομές οι οποίες είναι απαραίτητες για την αποθήκευση των πληροφοριών αυτών και τις οποίες ενημερώνουν με κάθε νέο μήνυμα. Η δομή που χρησιμοποιούν είναι ένας πίνακας στον οποίο αποθηκεύουν την ταυτότητα του αποστολέα του μηνύματος, την γειτονιά που αντιστοιχεί σε αυτόν καθώς και την ακριβή χρονική στιγμή την οποία καταχώρησαν την πληροφορία αυτή (T_{exact}). Προκειμένου να εισαχθεί το χαρακτηριστικό της κλάσης, κάθε κόμβος αποστέλλει πέραν των πληροφοριών που αναφέρθηκαν και την κλάση στην οποία αυτός ανήκει αλλά και την κλάση κάθε κόμβου ο οποίος ανήκει στην γειτονιά του. Αυτό σημαίνει ότι οι κόμβοι χρειάζονται περισσότερο χώρο στους πίνακες που διατηρούν για να αποθηκεύουν και αυτό το στοιχείο. Βέβαια το μέγεθός του είναι μικρό (π.χ. 1 byte) ανά εγγραφή αν υποθεθεί ότι ο αριθμός των διαφορετικών κλάσεων στο δίκτυο δεν υπερβαίνει τις 256. Αυτό σημαίνει ότι και το μέγεθος των πακέτων ενημέρωσης που αποστέλλονται δεν αυξάνεται σημαντικά με αποτέλεσμα η πρόσθετη επιβάρυνση του δικτύου να είναι αμελητέα.

Ένα από τα σημαντικά ζητήματα είναι οι χρόνοι ανανέωσης των πληροφοριών των κόμβων σχετικά με το δίκτυο και η διαχείρισή τους. Όπως αναφέρθηκε κάθε κόμβος μαρκάρει τη χρονική στιγμή κατά την οποία καταχωρεί τις πληροφορίες που λαμβάνει από κάποιον άλλο κόμβο. Αυτό χρησιμεύει στην ορθή ενημέρωση των πινάκων. Οι κόμβοι δεν διατηρούν τις πληροφορίες που λαμβάνουν για πάντα. Ένας περιοδικός μηχανισμός που λειτουργεί σε κάθε κόμβο αναλαμβάνει να καθαρίζει τους πίνακες από παλιές εγγραφές. Για να συμβεί αυτό χρησιμοποιείται μια σταθερά t_{int} η οποία και καθορίζει την διάρκεια ζωής μιας εγγραφής. Πιο συγκεκριμένα όταν λειτουργεί ο μηχανισμός αυτός ελέγχει αν ισχύει:

$$T_{current} - T_{exact} > t_{int}$$

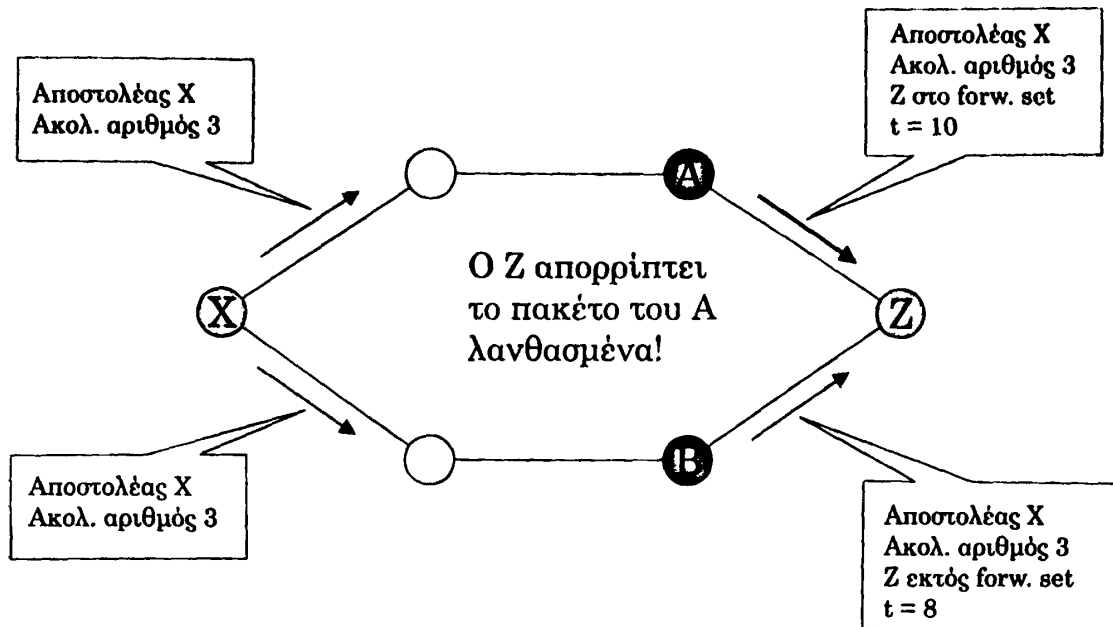




Σχήμα 3.1: Χρησιμοποιούμενη δομή μηνύματος.

όπου $T_{current}$ η τρέχουσα χρονική στιγμή. Αν η σχέση αυτή είναι αληθής τότε η εγγραφή για τον συγκεκριμένο κόμβο διαγράφεται. Αυτό μεταφράζεται στο γεγονός ότι ο κόμβος δεν έχει επικοινωνήσει για t_{int} χρονικό διάστημα οπότε θεωρείται ότι βρίσκεται εκτός εμβέλειας. Η τιμή της παραμέτρου t_{int} είναι πολύ σημαντική αφού καθορίζει το πόσο πρόσφατη είναι η πληροφορία την οποία έχει ένας κόμβος για το δίκτυο καθώς και το πόσο συχνά απαιτείται η ενημέρωσή της. Έτσι καταλαβαίνουμε ότι άλλη μια σημαντική παράμετρος είναι η περίοδος αποστολής των μηνυμάτων ενημέρωσης t_h . Είναι προφανές ότι όσο πιο γρήγορα κινούνται οι κόμβοι σε ένα MANET τόσο πιο μικρή θέλουμε να είναι η τιμή της περιόδου ώστε να υπάρχει στους κόμβους όσο το δυνατόν καλύτερη γνώση του δικτύου. Προκειμένου να αντιμετωπίσουμε τα προβλήματα που δημιουργούνται από απώλειες πακέτων ενημέρωσης λόγω της μη αξιόπιστης λειτουργίας της ασύρματης ζεύξης, θέσαμε $t_{int} = 2t_h$ το οποίο αποτελεί έναν καλό συμβιβασμό. Αυτό ισχύει διότι για μικρότερο χρονικό διάστημα π.χ. $t_{int} = t_h$, λόγω των συγκρούσεων, της συμφόρησης στο κοινό μέσο αλλά και της υψηλής κινητικότητας των κόμβων που είναι πιθανό να υπάρχει, είναι πιθανό τα μηνύματα ενημέρωσης να χάνονται και οι κόμβοι να διαγράφονται από τους πίνακες γειτνίασης λανθασμένα. Με την τιμή όμως που επιλέχθηκε η πιθανότητα αυτή είναι αρκετά μικρότερη αφού οι κόμβοι προλαβαίνουν να ενημερώσουν τους γείτονές τους ακόμη και αν περιστασιακά τα μηνυμάτά ενημέρωσής τους χαθούν. Από την άλλη, η αύξηση του διαστήματος αυτού πάνω από την τιμή που επιλέχθηκε, θα είχε ως αποτέλεσμα οι κόμβοι να διατηρούν παλαιωμένη πληροφορία αφού για μεγάλες κινητικότητες οι κόμβοι σε μικρό χρόνο διανύουν μεγάλες αποστάσεις και εύκολα αλλάζουν γειτονιές.

Όπως έχει ήδη αναφερθεί ο TDP χρησιμοποιεί εξ' ορισμού τον αλγόριθμο GSC όπως αυτός περιγράφηκε λεπτομερώς στην προηγούμενη ενότητα για την παραγωγή του συνόλου προώθησης με βάση τα σύνολα B και U . Στους αλγόριθμους που θα περιγραφούν ισχύει επίσης $B = N(v) - N(u)$ και $U = N(N(u)) - N(N(v))$. Οι κεφαλίδες των μηνυμάτων

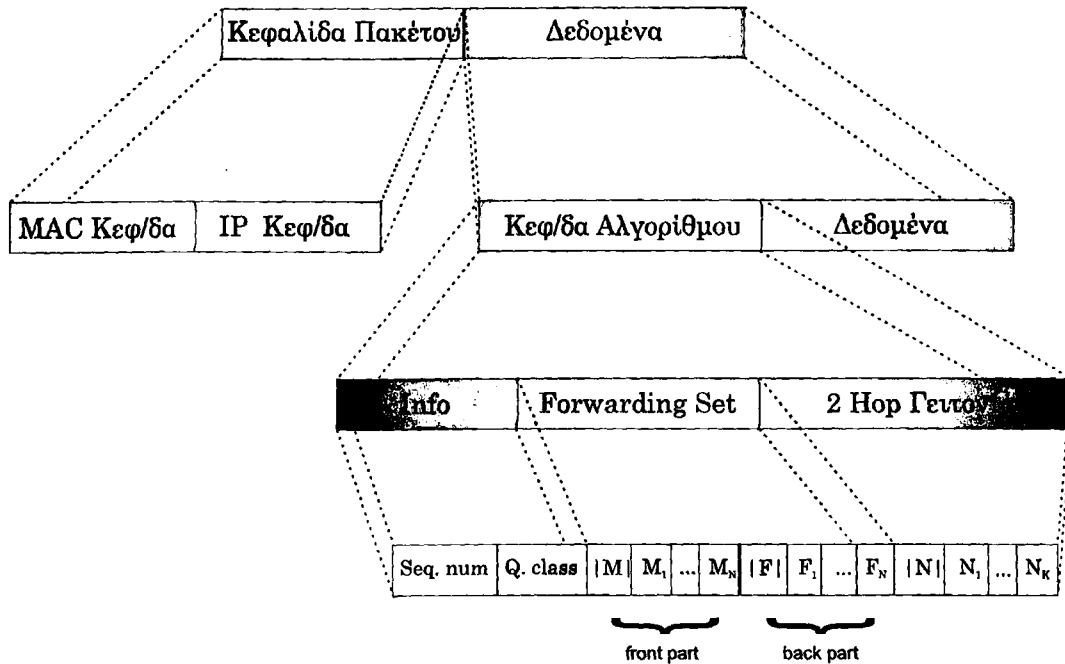


Σχήμα 3.2: Λανθασμένη απόρριψη διπλότυπου.

δεδομένων που στέλνονται, περιέχουν το σύνολο προώθησης που υπολογίζεται κάθε φορά, το μέγεθός του και την 2-hop γειτονιά του αποστολέα. Στο Σχήμα 3.1 φαίνεται η λεπτομερής δομή ενός μηνύματος.

Στο σημείο αυτό πρέπει να αναφερθούμε και σε ένα σύνθηρες πρόβλημα το οποίο μπορεί να προκύψει σε ένα MANET και έχει σχέση με τα σύνολα προώθησης και τα διπλότυπα μηνύματα που μπορούν να υπάρχουν. Ως γνωστόν τα διπλότυπα μηνύματα είναι περιττά και πρέπει να απορρίπτονται από τους κόμβους που τα λαμβάνουν. Η συνήθης τακτική είναι να χρησιμοποιούνται ακολουθιακοί αριθμοί (sequence numbers) ώστε σε κάθε κόμβο να λαμβάνεται υπόψη μόνο το πρώτο μήνυμα το οποίο λαμβάνεται από έναν αποστολέα και να αγνοούνται τα υπόλοιπα. Υπάρχει όμως περίπτωση να προκύψει η εξής κατάσταση. Ας υποθέσουμε ότι ένας κόμβος, έστω X, ξεκινά την εκπομπή ενός μηνύματος δεδομένων (Σχήμα 3.2). Στο ενδιαμέσο της διαδρομής που το μήνυμα ακολουθεί βρίσκεται ο κόμβος B ο οποίος ετοιμάζεται να το προωθήσει. Για το σκοπό αυτό ο B παράγει το σύνολο προώθησης, το ενσωματώνει στο μήνυμα, και προχωρά στη μετάδοση. Έστω ότι ο B δεν περιλαμβάνει τον κόμβο Z στο σύνολο προώθησης. Αμέσως μετά ο κόμβος A που είναι γειτονικός του Z, αποστέλλει το ίδιο μήνυμα περιλαμβάνοντας όμως τον Z στο σύνολο προώθησης. Σε αυτήν την περίπτωση ο Z λογικά θα απορρίψει το μήνυμα του A αφού αυτό έφτασε μετά από αυτό του B και επομένως θεωρείται διπλότυπο. Έτσι όμως οι κόμβοι που έπρεπε να ενημερωθούν από τον Z δεν ενημερώνονται ποτέ και η όλη διαδικασία τερματίζεται πρόωρα. Αυτό όμως είναι λανθασμένο αφού ο A επέλεξε τον Z για επανεκπομπή. Προκειμένου να ξεπεράσουμε το συγκεκριμένο πρόβλημα εισάγαμε μία δομή σε κάθε κόμβο, στην οποία αποθηκεύεται για κάθε κόμβο του δικτύου, ο ακολουθιακός αριθμός του τελευταίου μηνύματος που αυτός απέστειλε καθώς και το αν ο κόμβος έχει προωθήσει ήδη το συγκεκριμένο μήνυμα. Έτσι ξεπερνάμε το πρόβλημα που περιγράφηκε, αφού ο κόμβος πριν απορρίψει κάποιο μήνυμα ως διπλότυπο κοιτά αν το έχει ήδη προωθήσει και το απορρίπτει μόνο

όταν έχει συμβεί αυτό. Έτσι στο παράδειγμα που περιγράψαμε ο Z παρά το γεγονός ότι έλαβε καθυστερημένα το μήνυμα από τον A τελικά θα το αναμεταδώσει αφού θα διαπιστώσει ότι για το συγκεκριμένο μήνυμα δεν έχει γίνει μέχρι εκείνη τη στιγμή αναμετάδοση.



Σχήμα 3.3: Δομή μηνύματος της τεχνικής SFS.

3.2 Η Τεχνική SFS

Η τεχνική SFS (Split Forwarding Set) είναι μια τεχνική που επινοήθηκε προκειμένου να βοηθήσει ουσιαστικά στην εκμετάλλευση της γνώσης της κλάσης κάθε κόμβου. Όταν ένας αποστολέας ξεκινά μια εκπομπή, αυτή απευθύνεται στα μέλη μιας κλάσης που υπάρχει ή όχι στο δίκτυο. Αυτό σημαίνει ότι ενδιαφερόμαστε να επικοινωνήσουμε με όσο το δυνατόν περισσότερα, στην καλύτερη περίπτωση με όλα, τα μέλη που ανήκουν στην κλάση την οποία έχει καθορίσει ο αποστολέας. Δεν ενδιαφέρει η επικοινωνία με το σύνολο των κόμβων του δικτύου. Η αποδοτικότητα ως προς την παράδοση της πληροφορίας κρίνεται με βάση τους πόσους κόμβους της κλάσης καταφέρει ο αλγόριθμος να εντοπίσει και να τους παραδώσει το μήνυμα. Έτσι είναι πολύ σημαντικό να εξασφαλίζουμε ότι οι κόμβοι οι οποίοι έχουν στην εμβέλειά τους κάποιον κόμβο της κλάσης που μας ενδιαφέρει θα προωθήσουν το μήνυμα και δεν θα σταματήσουν. Για το σκοπό αυτό, το σύνολο προώθησης που παράγεται σε κάθε κόμβο από τον αλγόριθμο GSC χωρίζεται σε δύο μέρη. Στο πρώτο τμήμα τοποθετούνται οι κόμβοι που έχουν επιλεγεί για προώθηση και έχουν στην εμβέλειά τους τουλάχιστον έναν κόμβο της κλάσης που μας ενδιαφέρει. Στο δεύτερο τμήμα τοποθετούνται όλοι οι υπόλοιποι κόμβοι που έχουν επιλεγεί από τον αλγόριθμο GSC. Πιο λεπτομερώς η διαδικασία αυτή έχει ως εξής. Όταν ένας κόμβος θέλει να ξεκινήσει μια αποστολή χρησιμοποιεί όπως έχουμε πει τον αλγόριθμο GSC. Με την τεχνική SFS ο αλγόριθμος αυτός παίρνει ως είσοδο και την

```

Function_SFS(Fw(u), class j){

  frontpart =  $\emptyset$ ;
  backpart =  $\emptyset$ ;
  for  $\forall i \in Fw(u)$  do
    if  $\exists k \in N(i)$  and  $k \in j$  for which  $i \in Fw(u)$  then
      frontpart = frontpart  $\cup \{i\}$ ;
    else
      backpart = backpart  $\cup \{i\}$ ;
  return(frontpart, backpart);
}

```

Αλγόριθμος 3: Ψευδοκώδικας της τεχνικής SFS.

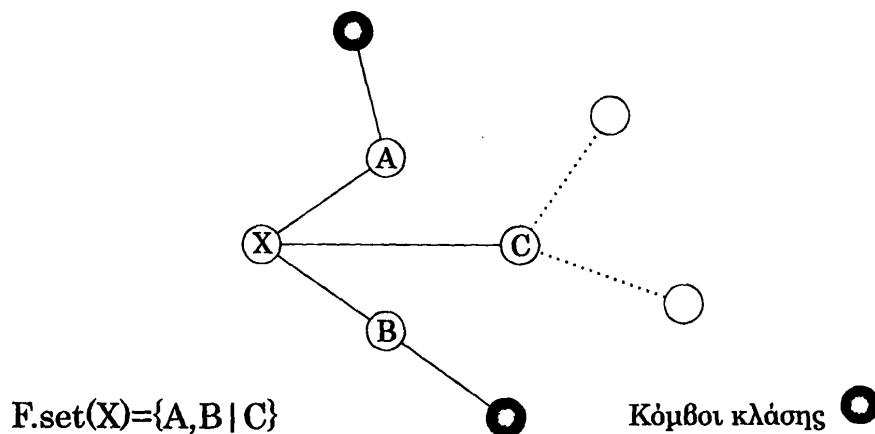
κλάση στην οποία ανήκει ο κόμβος. Έτσι κατά την επιλογή των κόμβων του συνόλου προώθησης, χρησιμοποιώντας τις πληροφορίες που ο ίδιος διαθέτει στους πίνακές του, μαρκάρει όσους κόμβους έχουν επιλεγεί και έχουν στην εμβέλειά τους τουλάχιστον έναν κόμβο της κλάσης στην οποία αναφέρεται το μήνυμα. Αφού τελειώσει αυτή η διαδικασία, ένας άλλος μηχανισμός λαμβάνει το σύνολο προώθησης, το εξετάζει και το σπάει σε δύο τμήματα τοποθετώντας στο ένα μόνο τους κόμβους οι οποίοι έχουν ήδη μαρκαριστεί. Έτσι τελικά έχουμε το σύνολο προώθησης σε δύο όμως τμήματα. Στη συνέχεια τα τμήματα αυτά ενσωματώνονται στην κεφαλίδα του μηνύματος και αυτό μεταδίδεται. Προκειμένου να γνωρίζουμε το μέγεθος κάθε τμήματος του συνόλου προώθησης, ακριβώς πριν από το καθένα τοποθετούμε το μέγεθος του. Έτσι η κεφαλίδα που χρησιμοποιείται λαμβάνει την μορφή του Σχήματος 3.3. Έχει επιλεγεί το τμήμα που περιέχει τους κόμβους που έχουν στην εμβέλειά τους κάποιο κόμβο μέλος της κλάσης να τοποθετείται πρώτο και στη συνέχεια θα αναφέρεται ως πρώτο τμήμα του συνόλου προώθησης. Η βασική ιδέα πίσω από την τεχνική SFS είναι ότι οι κόμβοι του πρώτου τμήματος είναι κόμβοι που πρέπει να μεταδώσουν υποχρεωτικά το μήνυμα καθώς έχουν στην εμβέλειά τους κάποιο κόμβο που ανήκει στην κλάση στην οποία αναφέρεται το μήνυμα. Αντίθετα οι κόμβοι του δεύτερου τμήματος καθίστανται πλέον υποψήφιοι προς μετάδοση κόμβοι. Η λογική αυτή είναι το πρώτο βήμα προς την κατεύθυνση της μείωσης των εκπομπών. Ωστόσο η απόφαση για το αν κάποιος κόμβος που βρίσκεται στο δεύτερο τμήμα αν τελικά θα εκπέμψει ή όχι, πρέπει να είναι προσεκτική ώστε να μην υπάρχει η περίπτωση να εξαιρεθούν κόμβοι που πρέπει να λάβουν το μήνυμα. Η απόφαση αυτή είναι αντικείμενο των αλγορίθμων που θα περιγραφούν στη συνέχεια. Ο ψευδοκώδικας των λειτουργιών της τεχνικής SFS φαίνεται στον Αλγόριθμο 3.



3.3 Κριτήρια Τερματισμού

Αφού περιγράφηκε η τεχνική SFS, στην τρέχουσα παράγραφο θα περιγραφούν δύο νέοι αλγόριθμοι οι οποίοι χρησιμοποιούν ως βάση τον TDP, αλλά εφαρμόζουν την τεχνική SFS καθώς και διαφορετικά κριτήρια τερματισμού. Όπως έχει αναφερθεί ο TDP ακολουθεί την ίδια διαδικασία παραγωγής συνόλων προώθησης μέσω του GSC στους κόμβους που χρειάζεται συνέχεια μέχρι να καλύψει αν είναι δυνατόν όλους τους κόμβους του δικτύου όπως και ο DP. Εμείς ενδιαφερόμαστε να εξυπηρετήσουμε εφαρμογές προσανατολισμένες στα δεδομένα σε MANETs που απαιτούν επικοινωνία του τύπου ένας προς πολλούς. Έτσι το σύνολο των κόμβων του δικτύου δεν μας ενδιαφέρει άμεσα με δεδομένο ότι θεωρούμε ότι όταν ένας κόμβος προωθεί ένα μήνυμα απευθύνεται στους κόμβους της κλάσης στην οποία αναφέρεται το μήνυμα αυτό. Το σύνολο των κόμβων του δικτύου αποτελεί ειδική περίπτωση κατά την οποία θεωρούμε ότι όλοι οι κόμβοι ανήκουν σε μία κλάση. Με την τεχνική SFS την οποία επινοήσαμε χωρίζουμε το σύνολο προώθησης σε δύο μέρη. Στο πρώτο, ανήκουν οι κόμβοι που καλύπτουν τουλάχιστον έναν κόμβο της κλάσης που μας ενδιαφέρει ενώ στο δεύτερο οι υπόλοιποι. Ο αλγόριθμος TDP θα χειριζόταν αυτούς τους κόμβους ισότιμα σε ένα σύνολο προώθησης και θα τους ανάγκαζε όλους να εκπέμψουν. Όμως με την τεχνική SFS αυτό δεν είναι απαραίτητο. Πέραν των κόμβων που ανήκουν στο πρώτο κομμάτι και είναι αναγκασμένοι να εκπέμψουν, οι κόμβοι του δεύτερου τμήματος δεν είναι πάντα απαραίτητο να εκπέμψουν. Προφανώς κάτι τέτοιο έχει ως αποτέλεσμα να μειώνεται η επιβάρυνση στο δίκτυο ακόμη περισσότερο σε σχέση με τον TDP, χωρίς να επηρεάζεται η αποδοτικότητα και η αξιοπιστία των αλγορίθμων. Οι δύο αλγόριθμοι που ακολουθούν αποτελούν ο ένας επέκταση του άλλου και υλοποιούν ακριβώς τέτοιους μηχανισμούς.

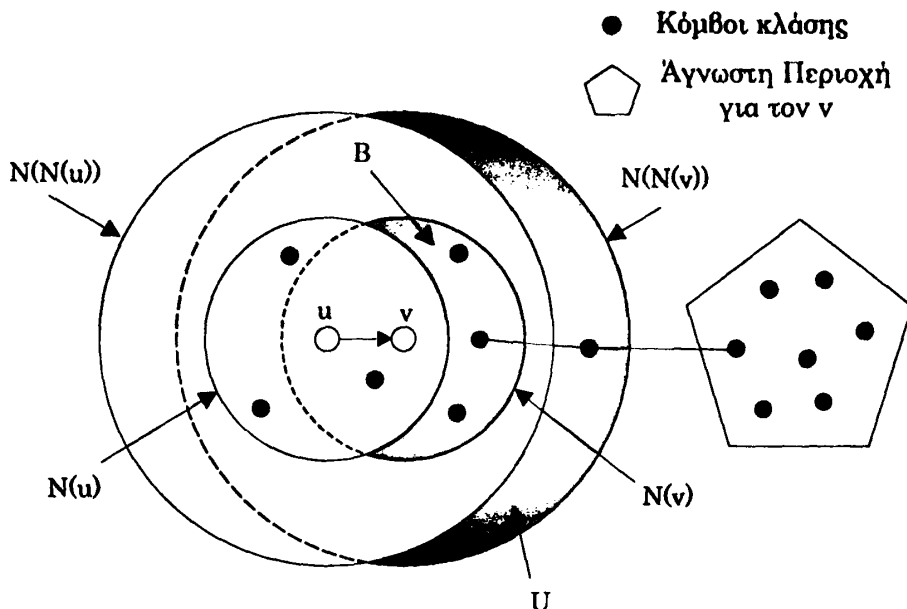
3.3.1 Ο Αλγόριθμος TDP-CT



Σχήμα 3.4: Λειτουργία TDP-CT.

Ο πρώτος αλγόριθμος που θα περιγραφεί ονομάζεται TDP-CT (Total Dominant Pruning - Class based Termination). Στηρίζεται στον αλγόριθμο TDP αφού λειτουργεί με παρόμοιο





Σχήμα 3.5: Φαινόμενο κόμβου πύλης.

τρόπο. Χρησιμοποιεί την τεχνική SFS που περιγράφηκε προηγουμένως και εισηγείται ένα διαφορετικό κριτήριο τερματισμού. Όπως ειπώθηκε με την τεχνική SFS οι κόμβοι του πρώτου τμήματος του συνόλου προώθησης αναμεταδίδουν έτσι κι αλλιώς το μήνυμα αφού καλύπτουν κάθε φορά τους κόμβους της κλάσης που αναζητείται. Οι κόμβοι του δεύτερου μέρους όμως δεν είναι πάντα απαραίτητο να εκπέμψουν, παρά το γεγονός ότι βρίσκονται στο σύνολο προώθησης. Ας υποθέσουμε ότι ένας ενδιάμεσος κόμβος λαμβάνει ένα μήνυμα και βρίσκεται στο δεύτερο μέρος του τμήματος προώθησης. Αυτό σημαίνει ότι δεν υπάρχουν κόμβοι της κλάσης τους οποίους καλείται ο ίδιος να καλύψει. Σε αυτή την περίπτωση η μετάδοση δεν είναι απαραίτητη. Ο αλγόριθμος καθορίζει ότι ένας τέτοιος κόμβος δεν αναμεταδίδει το μήνυμα, αν το σύνολο προώθησης που θα παράξει, πριν αυτό διασπαστεί, είναι κενό. Το κριτήριο αυτό είναι πολύ σημαντικό. Σημαίνει ότι ο κόμβος όταν έχει μοναδικό καθήκον να ενημερώσει τους άμεσους γείτονες του και μόνο τότε, αν βρίσκεται στο δεύτερο τμήμα του συνόλου προώθησης, δεν θα αναμεταδώσει το μήνυμα. Ουσιαστικά, με τον τρόπο αυτό επιτυγχάνεται ή ζητούμενη πολυδιανομή, αφού κόμβοι που δεν αφορούν τα ερωτήματα δεν ενημερώνονται με αποτέλεσμα την μείωση των περιττών μεταδόσεων. Η κατάσταση αυτή φαίνεται στο Σχήμα 3.4 όπου ο κόμβος C δεν χρειάζεται να προωθήσει περαιτέρω το μήνυμα που λαμβάνει. Το γεγονός αυτό όμως δεν συμβαίνει αν ο κόμβος παράξει μη κενό σύνολο προώθησης. Αυτό διότι σε μια τέτοια περίπτωση είναι δυνατόν να τερματιστεί πρόωρα και ίσως λανθασμένα η διάδοση ενός μηνύματος. Αυτό μπορεί να συμβεί στην περίπτωση που κάποιος κόμβος δεν έχει στην 2-hop γειτονιά του κάποιον κόμβο της επίμαχης κλάσης, οδηγεί όμως σε περιοχή στην οποία βρίσκονται τέτοιοι κόμβοι. Σε αυτήν την περίπτωση ο κόμβος αποτελεί πύλη θα λέγαμε, οπότε αν η διαδικασία τερματιστεί και το μήνυμα δεν μεταδοθεί, είναι πιθανό να μην προσεγγιστούν ένα σύνολο από κόμβοι της κλάσης. Το παραπάνω φαινόμενο οφείλεται στο γεγονός ότι οι κόμβοι έχουν γνώση της τοπολογίας του δικτύου σε απόσταση το πολύ 2 αλμάτων από αυτούς. Έτσι η απόφαση που θα λάβουν σε κάθε περίπτωση μπορεί να είναι ικανοποιητική τοπικά, αλλά σε καμία

περίπτωση βέλτιστη συνολικά. Ένας κόμβος δεν μπορεί σε καμία περίπτωση να γνωρίζει τι συμβαίνει σε απόσταση μεγαλύτερη των δύο αλμάτων από αυτόν. Μπορεί σε αυτήν την άγνωστη γι' αυτόν περιοχή να υπάρχει μια ολόκληρη ομάδα από κόμβους της κλάσης που να μπορούν να προσεγγιστούν μόνο μέσω του ιδίου. Το φαινόμενο αυτό φαίνεται στο Σχήμα 3.5. Συνεπώς, μια μετάδοση σε αυτήν την περίπτωση μπορεί να φαίνεται τοπικά περιττή, όμως συνολικά μπορεί να έχει σημαντικά θετικά αποτελέσματα. Ο ψευδοκώδικας του TDP-CT φαίνεται στον Αλγόριθμο 4. Στόχος του συγκεκριμένου αλγορίθμου ήταν να είναι ισάξιος τουλάχιστον σε απόδοση από πλευράς παράδοσης πληροφορίας με τον TDP και ακόμη καλύτερος όσον αφορά το επιφερόμενο κόστος στο δίκτυο. Η λογική του αλγορίθμου είναι να μειώσει το φορτίο του δικτύου, χωρίς όμως να θίγεται η αξιοπιστία του. Όπως θα παρουσιαστεί στο τέταρτο κεφάλαιο, από τις μετρήσεις των πειραμάτων που διεξήχθησαν, προκύπτει ότι ο αλγόριθμος αυτός αποδίδει τα αναμενόμενα.

Function_TDP-CT(node i, class g){

if new_message_to_send then

// if node wants to broadcast a message

$B(i) = N(i);$

$U(i) = N(N(i)) - N(i);$

$Fw(i) = GSC(B(i), U(i));$

$(Fpart, Bpart) = SFS(Fw, g);$

Append_forward_parts_to_message(Fpart, Bpart, 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);

return();

$B(i) = N(i) - N(j);$

$U(i) = N(N(i)) - N(N(j));$

if $i \in Bpart \subseteq Fw_{recvd}$ then

if $Fw(i) = \emptyset$ then

consume(m);

return();

$Fw(i) = GSC(B(i), U(i));$

$(Fpart, Bpart) = SFS(Fw, g);$

Append_forward_parts_to_message(Fpart, Bpart, m);

Forward_message(m);

}

Αλγόριθμος 4: Ψευδοκώδικας του αλγορίθμου TDP-CT.



3.3.2 Ο Αλγόριθμος TDP-ECT

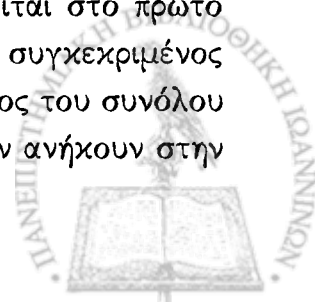
Ο δεύτερος αλγόριθμος που θα περιγραφεί ονομάζεται TDP-ECT (Total Dominant Pruning - Enhanced Class based Termination). Όπως και ο προηγούμενος αλγόριθμος και αυτός βασίζεται στον αλγόριθμο TDP και χρησιμοποιεί την τεχνική SFS. Μάλιστα επιχειρεί να βελτιώσει περαιτέρω τον προηγούμενο, αφού κατά κάποιον τρόπο τον ενσωματώνει. Έτσι επιχειρεί να μειώσει ακόμη περισσότερο τις περιττές μεταδόσεις και το φορτίο του δικτύου.

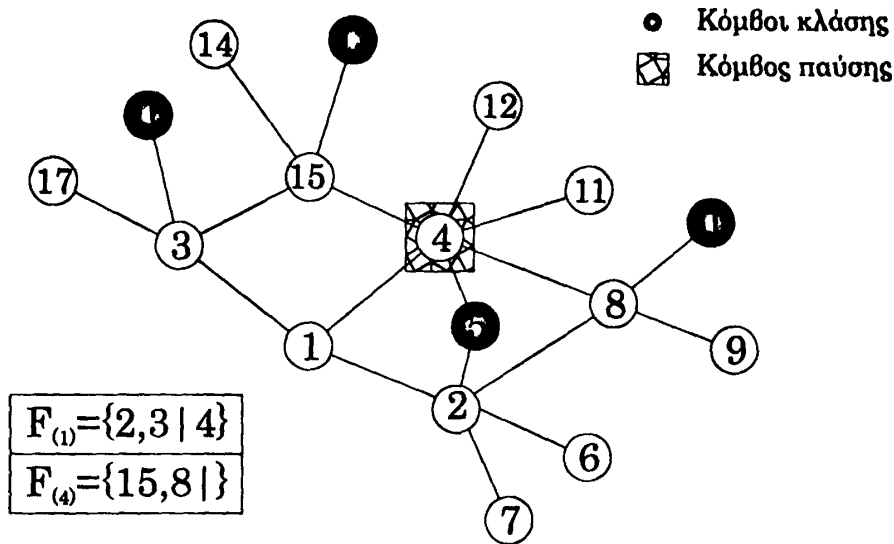
Όπως και στον προηγούμενο αλγόριθμο στην περίπτωση που κάποιος κόμβος θελήσει να εκκινήσει μια αποστολή ενός μηνύματος χρησιμοποιώντας τον αλγόριθμο GSC, παράγει ένα σύνολο προώθησης και με την τεχνική SFS το διαχωρίζει σε δύο μέρη με τον γνωστό τρόπο που περιγράφηκε. Οι κόμβοι του πρώτου μέρους θα μεταδώσουν το μήνυμα σε κάθε περίπτωση αφού επιλέχθηκαν για να καλύψουν τους κόμβους που ανήκουν στην κλάση που απευθύνεται το ερώτημα. Μέχρι αυτό το σημείο είναι φανερό ότι ο αλγόριθμος αυτός λειτουργεί ακριβώς όπως ο TDP-CT. Όσον αφορά όμως τους κόμβους που ανήκουν στο δεύτερο μέρος των συνόλων προώθησης, η λειτουργία του είναι διαφορετική. Όταν κάποιος κόμβος λάβει ένα μήνυμα στο οποίο έχει τοποθετηθεί στο δεύτερο μέρος του συνόλου προώθησης, σε πρώτη φάση παράγει ο ίδιος το σύνολο προώθησης που του αντιστοιχεί. Ακολούθως ελέγχει αν το σύνολο που παρήγαγε είναι κενό. Στην περίπτωση αυτή λειτουργεί όπως ο TDP-CT και δεν αναμεταδίδει το μήνυμα ακριβώς για τους ίδιους λόγους. Αν όμως το σύνολο προώθησης που παρήγαγε δεν είναι κενό συνεχίζει ως εξής:

1. Ελέγχει αν κάθε κόμβος του συνόλου προώθησης που παρήγαγε καλύπτεται από n_r κόμβους οι οποίοι βρίσκονται αριστερότερα από αυτόν στο σύνολο προώθησης του μηνύματος που έλαβε αν αυτό ήταν ενιαίο. Π.χ. αν το σύνολο προώθησης ήταν $\{1, 2 \mid 3, 4\}$ και ο κόμβος που έλαβε το μήνυμα είναι ο 4, οι κόμβοι 1, 2 και 3 βρίσκονται πριν από αυτόν αφού είναι αριστερότερα.
2. Αν όλοι οι κόμβοι του συνόλου προώθησης που ο ίδιος έχει παράξει καλύπτονται από τουλάχιστον n_r κόμβους, τότε ο κόμβος αυτός είναι υποψήφιος προκειμένου να μην αναμεταδώσει το μήνυμα.
3. Εν συνεχεία ελέγχει τη γειτονιά του. Αν κανένας κόμβος δεν ανήκει στην κλάση που αναζητείται τότε σταματά και δεν αναμεταδίδει.
4. Για τους κόμβους οι οποίοι ανήκουν στην επίμαχη κλάση και είναι γείτονές του, προκειμένου να μην μεταδώσει το μήνυμα απαιτεί να καλύπτονται όλοι είτε από τον κόμβο τον οποίο έλαβε το τρέχον μήνυμα, είτε από οποιονδήποτε άλλο κόμβο που βρίσκεται αριστερότερα από αυτόν στο σύνολο προώθησης που έλαβε αν αυτό ήταν ενιαίο.



Προφανώς αν ο κόμβος δεν χριστεί υποψήφιος για να σταματήσει την μετάδοση, αυτή προχωρά κανονικά αφού όπως ειπώθηκε μπορεί να αποτελεί πύλη σε άλλη περιοχή κόμβων της κλάσης. Μέχρι το βήμα 2 ο κόμβος εξετάζει αν η περίπτωση του είναι κατάλληλη ώστε να σταματήσει την μετάδοση. Προκειμένου να συμβεί αυτό πρέπει όλοι οι κόμβοι του συνόλου προώθησης που έχει παράξει να καλύπτονται από τουλάχιστον n_r κόμβους οι οποίοι βρίσκονται αριστερότερα από αυτόν στο σύνολο προώθησης που έλαβε. Κάτι τέτοιο σημαίνει ότι οι συγκεκριμένοι κόμβοι έχουν ήδη πιθανότατα μεταδώσει το μήνυμα, καλύπτοντας έτσι τους κόμβους που έχουν επιλεγεί να προωθήσουν το συγκεκριμένο μήνυμα και ίσως και τους γείτονές τους. Βλέπουμε ότι η σειρά παρουσίας των κόμβων στο σύνολο προώθησης (ενιαίο) είναι σημαντική αφού αποτελεί ένα από τα κριτήρια για το αν τελικά ο κόμβος θα μεταδώσει το μήνυμα σε περίπτωση που έχει χριστεί υποψήφιος. Βέβαια, η σειρά στο σύνολο προώθησης και η διαχείριση των κόμβων με αυτόν τον τρόπο εξασφαλίζει το γεγονός ότι δεν θα πάψουν όλοι οι κόμβοι να μεταδίδουν το μήνυμα σε μια ακραία περίπτωση. Αυτό ισχύει διότι οι πρώτοι στη σειρά κόμβοι θα το μεταδώσουν σίγουρα. Επίσης, πολύ σημαντική είναι η παράμετρος n_r η οποία καθορίζει το ποσοστό κάλυψης που απαιτείται να υπάρχει ώστε ένας κόμβος να καθίσταται υποψήφιος για παύση μιας μετάδοσης. Όσο μεγαλύτερη τιμή επιλέγεται, είναι κατανοητό ότι απαιτείται το δίκτυο να είναι όλο και πυκνότερο προκειμένου να μπορεί ένας κόμβος να κατασταθεί υποψήφιος. Αυτό συμβαίνει διότι ζητείται κάθε ένα από τα μέλη του συνόλου προώθησης που παράχθηκε να καλύπτεται ταυτόχρονα από n_r κόμβους τουλάχιστον. Προφανώς, η απλούστερη περίπτωση είναι να έχουμε $n_r = 1$. Ο καθορισμός της παραμέτρου αυτής είναι πολύ σημαντικός αφού μπορεί να αλλάξει εντελώς τη συμπεριφορά του αλγορίθμου. Μετά από διάφορες δοκιμές καταλήξαμε ότι για $n_r = 1$ παίρνουμε τα πιο κατάλληλα αποτελέσματα για ένα μέσο δίκτυο MANET. Φυσικά ανά πάσα στιγμή η τιμή αυτή μπορεί να αλλάξει αν είναι επιθυμητό ο αλγόριθμος να προσαρμοστεί σε κάποιο ιδιαίτερο τύπο δικτύου. Από τον κανόνα 2 και μετά, βλέπουμε ότι ο αλγόριθμος προσπαθεί να εξασφαλίσει στην περίπτωση στην οποία υπάρχει κάποιος γειτονικός κόμβος της κλάσης. Στην περίπτωση αυτή απαιτεί να καλύπτεται από κάποιον κόμβο ο οποίος έχει ήδη πιθανότατα μεταδώσει το μήνυμα. Μόνο τότε, αν ο κόμβος βέβαια είναι υποψήφιος, θα σταματήσει η μετάδοση. Ουσιαστικά οι κόμβοι οι οποίοι σταματούν την μετάδοση, αποτελούν κόμβους οι οποίοι θα μπορούσαν να χαρακτηριστούν εσωτερικοί με την έννοια ότι δεν αποτελούν πύλη για κάποια περιοχή κόμβων της επίμαχης κλάσης και οι κόμβοι τους οποίους καλούνται να καλύψουν, πιθανότατα θα καλυφθούν ή έχουν ήδη καλυφθεί από άλλους κόμβους. Η περίπτωση αυτή μπορεί να ακούγεται δυσνόητη γι' αυτό και υπάρχει το Σχήμα 3.6. Στο παράδειγμα αυτό απεικονίζεται ένας κόμβος ο οποίος θα σταματήσει την μετάδοση ενός μηνύματος (4) για αυτούς τους λόγους. Αρχικά ο κόμβος 1 θα επιλέξει τους κόμβους 2, 3, 4 να προωθήσουν το μήνυμα του. Οι κόμβοι 2 και 3 τοποθετούνται στο πρώτο τμήμα του συνόλου προώθησης, ενώ ο κόμβος 4 στο δεύτερο. Να σημειωθεί ότι ο κόμβος 4 παρά το γεγονός ότι έχει γείτονα κόμβο της κλάσης (5), δεν τοποθετείται στο πρώτο κομμάτι του συνόλου προώθησης αφού ο αλγόριθμος GSC επέλεξε ότι ο συγκεκριμένος κόμβος θα καλυφθεί από τον κόμβο 2. Ο κόμβος 4 μπήκε στο δεύτερο μέρος του συνόλου προώθησης διότι καλείται να καλύψει τους κόμβους 11 και 12 οι οποίοι δεν ανήκουν στην





Σχήμα 3.6: Κόμβοι αποκοπής από τον TDP-ECT.

κλάση. Όταν ο κόμβος 4 παραλάβει το μήνυμα από τον κόμβο 1, παράγει το σύνολο προώθησης που περιλαμβάνει τους κόμβους 15 και 8 αφού πρέπει να καλυφθούν οι κόμβοι 9, 10, 14 και 13 αντίστοιχα. Όμως διαπιστώνει ότι και ο 15 και ο 8 καλύπτονται από κόμβους που βρίσκονται αριστερότερα από αυτόν στο σύνολο προώθησης (F_1) που παρέλαβε. Έτσι καθίσταται υποψήφιος για παύση. Εν συνεχεία, αφού διαπιστώνει ότι και ο κόμβος 5 που είναι γείτονας του και ανήκει στην κλάση καλύπτεται και πάλι από κάποιον άλλο (2), είναι πλέον σίγουρος και σταματά την αναμετάδοση του μηνύματος. Όπως φαίνεται και από το Σχήμα 3.6 ο κόμβος 4 μπορεί να θεωρηθεί εσωτερικός αφού συνδέεται με κόμβους που έχουν ήδη καλυφθεί, οπότε δεν αποτελεί πύλη προς άλλη περιοχή, και οι γειτονικοί του κόμβοι που ανήκουν στην κλάση που τον ενδιαφέρει έχουν καλυφθεί ήδη από άλλους. Συνεπώς, η μετάδοση αυτή μπορεί να θεωρηθεί περιττή και είναι απαραίτητο να γίνει. Ο αλγόριθμος αυτός επιφέρει ακόμη μεγαλύτερη βελτίωση σε σχέση με το φορτίο που εισάγει στο δίκτυο συγκρινόμενος με τον TDP. Αυτό συμβαίνει διότι ενσωματώνει τον αλγόριθμο TDP-CT και παράλληλα τον ενισχύει ακόμη περισσότερο καλύπτοντας και περιπτώσεις σαν αυτή που περιγράφηκε αμέσως παραπάνω. Ο ψευδοκώδικας του αλγορίθμου TDP-ECT φαίνεται στον Αλγόριθμο 5.

Function_TDP-ECT(node i, class g){

if new_message_to_send then

// if node wants to broadcast a message

$B(i) = N(i);$

$U(i) = N(N(i)) - N(i);$

$Fw(i) = GSC(B(i), U(i));$

$(Fpart, Bpart) = SFS(Fw, g);$

Append_forward_parts_to_message(Fpart, Bpart, 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);

return();

$B(i) = N(i) - N(j);$

$U(i) = N(N(i)) - N(N(j));$

if $i \in Bpart \subseteq Fw_{recvd}$ then

if $Fw(i) = \emptyset$ then

consume(m);

return();

else

if $\forall p \in Fw(i) \rightarrow |k| \geq n_r, k \in Fw(i)$ where $k \in N(p)$ and $k \star i$ in Fw_{recvd} then

if $\exists w \in g$ then

if $w \in N(j)$ or $w \in N(t)$ where $t \in Fw_{recvd}$ and $t \star i$ then

consume(m);

return();

else

consume(m);

return();

$Fw(i) = GSC(B(i), U(i));$

$(Fpart, Bpart) = SFS(Fw, g);$

Append_forward_parts_to_message(Fpart, Bpart, m);

Forward_message(m);

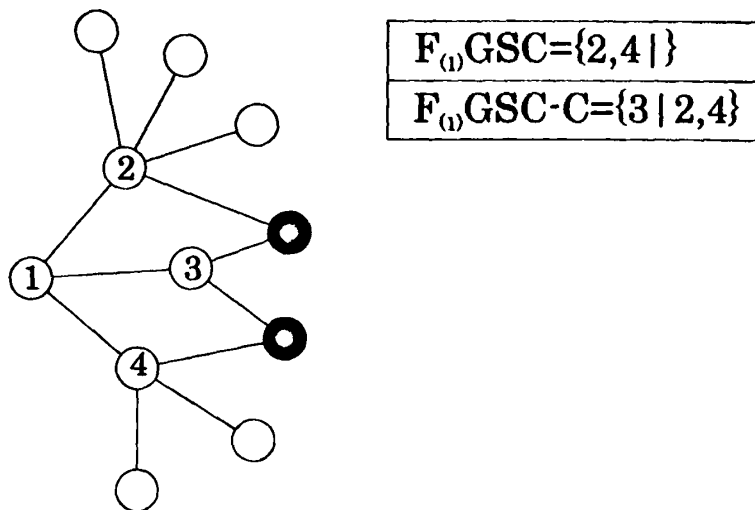
}

\star : positioned before.

Αλγόριθμος 5: Ψευδοκώδικας του αλγορίθμου TDP-ECT.



3.4 Από τον GSC στον Αλγόριθμο GSC-C



Σχήμα 3.7: GSC vs GSC-C.

Στις προηγούμενες παραγράφους παρουσιάστηκαν 2 νέοι αλγόριθμοι οι οποίοι στηρίζονται στον αλγόριθμο TDP. Ως γνωστόν ο TDP χρησιμοποιεί για να παράγει τα σύνολα προώθησης που χρειάζεται το γνωστό αλγόριθμο GSC (Greedy Set Cover)[19]. Ο αλγόριθμος αυτός περιγράφηκε λεπτομερώς στο κεφάλαιο 2 και όπως είδαμε αποτελεί βασικό συστατικό και των δύο καινούριων αλγορίθμων που προτάθηκαν στις προηγούμενες παραγράφους. Το γεγονός ότι επιζητούμε να εξυπηρετούμε κόμβους που ανήκουν στην κλάση, αφού αυτό είναι το χαρακτηριστικό του επιπέδου εφαρμογών που χαρακτηρίζει τους κόμβους, μας ώθησε στο να προσπαθήσουμε να ενσωματώσουμε και στον GCS αυτό το χαρακτηριστικό με κάποιο τρόπο. Στόχος μας είναι να προσπαθήσουμε να αλλάξουμε τον GCS με τέτοιο τρόπο, ώστε να καταφέρουμε να τον κάνουμε να καθιστά πιο εύκολο τον εντοπισμό των κόμβων της εκάστοτε κλάσης και να μας οδηγεί απευθείας σε αυτούς. Η ιδέα ήταν να χρησιμοποιηθεί το χαρακτηριστικό της κλάσης για την επιλογή των κόμβων που θα σχηματίζουν το σύνολο προώθησης. Στα πλαίσια όλων αυτών προέκυψε ο αλγόριθμος GSC-C (Greedy Set Cover - Class) ο οποίος αποτελεί μία παραλλαγή του αυθεντικού GCS. Ο νέος αλγόριθμος ακολουθεί ακριβώς τα ίδια βήματα με τον GCS αλλά απαιτεί η επιλογή των κόμβων που γίνεται για το σύνολο προώθησης, να γίνεται με προτεραιότητα τους κόμβους που έχουν γείτονες που ανήκουν στην κλάση. Αυτό σημαίνει ότι ξεκινώντας ο αλγόριθμος να επιλέξει κόμβους για να καλύψει το σύνολο $U = N(N(u)) - N(N(v))$ από το $B(v, u) = N(v) - N(u)$, θα επιλέξει με τη σειρά πρώτα τους κόμβους οι οποίοι έχουν τους περισσότερους γείτονες οι οποίοι ανήκουν στην εκάστοτε κλάση. Αφού επιλεγούν αυτοί οι κόμβοι και καλυφθούν οι κόμβοι της κλάσης, στη συνέχεια επιλέγονται και από τους υπόλοιπους προκειμένου να καλυφθούν και οι εναπομείναντες κόμβοι που δεν ανήκουν στην κλάση. Προφανώς για να λειτουργήσει ο αλγόριθμος αυτός απαιτείται ο GSC να παίρνει ως είσοδο την κλάση η οποία αναζητείται. Κατά την λειτουργία του ο GSC-C παράγει μεγαλύτερα σε μέγεθος σύνολα προώθησης αφού μπορεί κάποιος κόμβος να επιλεγεί επειδή έχει τους περισσότερους γείτονες που ανήκουν

στην κλάση που αναζητείται, ενώ ταυτόχρονα αθροιστικά να έχει τους λιγότερους γείτονες. Κάτι τέτοιο έχει ως αποτέλεσμα να προσαρτώνται πρόσθετοι κόμβοι στα σύνολα προώθησης. Ένα τέτοιο σενάριο φαίνεται στο Σχήμα 3.7. Βέβαια ο αλγόριθμος αυτός έχει το μεγάλο πλεονέκτημα ότι θέτει ως πρώτη προτεραιότητα την κάλυψη των κόμβων της κλάσης. Αυτό μακροσκοπικά λειτουργεί με τρόπο τέτοιο ώστε να κατευθύνει τη διάδοση των μηνυμάτων προς τους κόμβους της εκάστοτε κλάσης. Κατά τη λειτουργία του ο αλγόριθμος αυτός φιλοδοξεί να μειώσει όσο γίνεται περισσότερο το πρώτο τμήμα των συνόλων προώθησης, αυξάνοντας όμως σχετικά το δεύτερο. Αυτό ακολουθεί την παρακάτω λογική. Αν ένας αριθμός κόμβων x της κλάσης καλύπτεται από N κόμβους, οι οποίοι βρίσκονται στο πρώτο τμήμα των συνόλων προώθησης, η πιθανότητα να μην εμφανιστεί κάποιο πρόβλημα είναι $P_{suc.}^N$. Αν με κάποιο τρόπο μειωθεί ο αριθμός των κόμβων που καλύπτουν τους κόμβους x σε $M < N$, η πιθανότητα επιτυχίας γίνεται $P_{suc.}^M$ και ισχύει $P_{suc.}^M > P_{suc.}^N$. Δηλαδή η μείωση του πρώτου τμήματος των συνόλων προώθησης έχει ως αποτέλεσμα την σχετική αύξηση της αξιοπιστίας τους. Η αύξηση από την άλλη του δεύτερου μέρους, έχει ως αποτέλεσμα να καθίστανται περισσότεροι κόμβοι υποψήφιοι για παύση των αναμεταδόσεων. Αυτό γίνεται με την φιλοδοξία ότι τα κριτήρια τερματισμού που θα εφαρμοστούν θα καταφέρουν να μειώσουν τις περιττές εκπομπές από ακόμη περισσότερους κόμβους. Το γεγονός αυτό, επιβεβαιώνεται και από τις πειραματικές μετρήσεις, όπου φαίνεται ότι παρά το γεγονός ότι τα πακέτα που παράγονται είναι ελαφρώς μεγαλύτερα από ότι με τον GSC, η παράδοση της πληροφορίας γίνεται σε μικρότερο μέσο χρονικό διάστημα χωρίς να επηρεάζεται η απόδοση και η αξιοπιστία των αλγορίθμων.

3.4.1 Οι Αλγόριθμοι CTDP-CT και CTDP-ECT

Η επινόηση του GSC-C οδήγησε στην ιδέα να γίνει προσπάθεια να συνδυαστεί με τους αλγόριθμους TDP-CT και TDP-ECT που παρουσιάστηκαν, προκειμένου να αξιολογηθεί η επίδραση των κριτηρίων τερματισμού και σε αυτή την περίπτωση. Έτσι προέκυψαν δύο νέοι αλγόριθμοι οι οποίοι ονομάζονται CTDP-CT (Class TDP-CT) και CTDP-ECT (Class TDP-ECT) αντίστοιχα. Οι νέοι αλγόριθμοι λειτουργούν ακριβώς όπως και οι προηγούμενοι, μόνο που αντί να χρησιμοποιούν τον GSC για την παραγωγή των απαραίτητων συνόλων προώθησης, χρησιμοποιούν τον GSC-C. Έτσι, εκμεταλλεύονται πλήρως την πληροφορία της κλάσης από κάθε άποψη και μπορούν να προβούν σε ακόμη καλύτερη διαχείριση των αναμεταδόσεων. Για παράδειγμα στο Σχήμα 3.7 οι καινούριοι αυτοί αλγόριθμοι παρά το γεγονός ότι θα παρήγαγαν μεγαλύτερο σύνολο προώθησης $\{3 | 2, 4\}$ όπως φαίνεται, θα μπορούσαν στην μετέπειτα επεξεργασία οι κόμβοι 2 και 4 να σταματήσουν την αναμετάδοση σύμφωνα με αυτά που περιγράφηκαν πιο πριν. Έτσι ενώ το σύνολο προώθησης είναι μεγαλύτερο από ότι θα ήταν με τον GSC, γλιτώνουμε ήδη 2 μεταδόσεις εξυπηρετώντας ταυτόχρονα και τους κόμβους της κλάσης. Στο παράδειγμα αυτό γίνεται φανερό με ποιον τρόπο ο GSC-C μας κατευθύνει απευθείας στους κόμβους της κλάσης. Στις μετρήσεις που περιγράφονται στο αμέσως επόμενο κεφάλαιο οι αλγόριθμοι αυτοί θα δούμε ότι επιτυγχάνουν δραστηκές μειώσεις του επιβαλλόμενου φόρτου λόγω των μηνυμάτων ελέγχου, ενώ παράλληλα διατηρούν τις αποδόσεις τους στα επίπεδα του TDP και μερικές φορές ακόμα ψηλότερα.

Function-GSC-C(node v, class q){

Initially:

flag = FALSE;

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

$K = \{S_1, S_2, \dots, S_n\}$ where $S_k = N(v_k) \cap U, \forall v_k \in B$ and $N(v_k) \in q.$

$L = \{S_1, S_2, \dots, S_n\}$ where $S_k = N(v_k) \cap U, \forall v_k \in B, Z = \emptyset.$

Step 1:

Find S_k set that is maximal in set K.

Step 2:

$Fw(v) = Fw(v) \cup \{v_k\}, Z = Z \cup \{S_k\}, K = K - \{S_k\}, L = L - \{S_k\}, S_l = S_l - S_k, \forall S_l \in K.$

if flag == TRUE then

goto Step 4;

Step 3:

if $K == \emptyset$ then

$K = L;$

flag = TRUE;

goto Step 1;

Step 4:

if $Z = U$ then

return($Fw(v)$);

else

goto Step 1;

}

Αλγόριθμος 6: Ψευδοκώδικας του αλγορίθμου GSC-C.



ΚΕΦΑΛΑΙΟ 4

ΠΕΙΡΑΜΑΤΙΚΕΣ ΜΕΤΡΗΣΕΙΣ

4.1 Περιβάλλον Προσομοίωσης

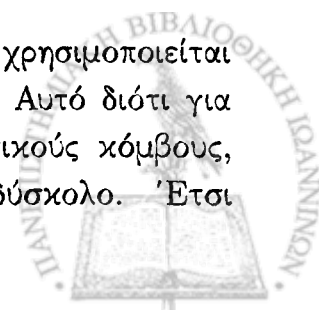
4.2 Μέθοδοι Αξιολόγησης Αλγορίθμων και Μετρικές

4.3 Σχολιασμός Αποτελεσμάτων

Στα κεφάλαια που προηγήθηκαν περιγράφηκαν με λεπτομέρεια οι αλγόριθμοι που προτείνονται για την επίλυση του προβλήματος της εξυπηρέτησης προσανατολισμένων στα δεδομένα εφαρμογών που απευθύνονται σε μια ομάδα από κόμβους ενός MANET. Αναλύθηκαν τα πλεονεκτήματα και τα μειονεκτήματα τους σε βάθος μόνο όμως σε θεωρητικό επίπεδο. Για να υπάρχει συνολική εικόνα για οποιονδήποτε αλγόριθμο ο οποίος σχεδιάζεται, απαιτείται και η ρεαλιστική αξιολόγηση του κατά την εφαρμογή του σε ένα πραγματικό δίκτυο. Ο πιο διαδεδομένος τρόπος για να γίνει αυτό είναι μέσω προσομοιώσεων, αφού με αυτόν τον τρόπο είναι δυνατόν να δημιουργηθούν όλες οι ρεαλιστικές συνθήκες που επικρατούν σε ένα δίκτυο, προφανώς και σε ένα MANET, και επιπρόσθετα μπορεί να γίνει σχετικά εύκολα σύγκριση και με άλλους παρεμφερείς αλγορίθμους που τυχόν μας ενδιαφέρουν. Στις επόμενες παραγράφους, αρχικά θα αναλυθεί το περιβάλλον προσομοίωσης που χρησιμοποιήθηκε, στη συνέχεια η μέθοδος που ακολουθείται για την αξιολόγηση των αλγορίθμων μαζί με τις μετρικές που χρησιμοποιήθηκαν και τέλος τα αποτελέσματα της έρευνας συνοδευόμενα από τον ανάλογο σχολιασμό.

4.1 Περιβάλλον Προσομοίωσης

Όπως ειπώθηκε, η προσομοίωση είναι το συνηθέστερο εργαλείο το οποίο χρησιμοποιείται για την αξιολόγηση των δικτυακών αλγορίθμων οι οποίοι σχεδιάζονται. Αυτό διότι για να δοκιμαστεί ένας αλγόριθμος σε ένα πραγματικό δίκτυο με πραγματικούς κόμβους, το κόστος καθίσταται απαγορευτικό και είναι κάτι το ούτως ή άλλως δύσκολο. Έτσι



το σύνολο της ακαδημαϊκής κοινότητας αξιολογεί τους αλγόριθμους που σχεδιάζει μέσω προσομοιώσεων αφού τα εργαλεία που χρησιμοποιούνται είναι πλήρως παραμετροποιήσιμα και απολύτως ρεαλιστικά. Αυτό έχει αποδειχθεί και από αλγόριθμους οι οποίοι τελικά υλοποιήθηκαν σε πραγματικά δίκτυα και εμφάνισαν ακριβώς την συμπεριφορά η οποία είχε προβλεφθεί κατά την αξιολόγησή τους μέσω των προσομοιώσεων. Στις επόμενες παραγράφους αναλύονται τόσο το εργαλείο προσομοίωσης που χρησιμοποιήθηκε, όσο και το μοντέλο προσομοίωσης με όλες τις παραμέτρους του.

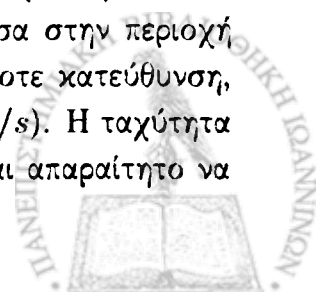
4.1.1 Εργαλείο Προσομοίωσης

Οι αλγόριθμοι οι οποίοι σχεδιάστηκαν και αξιολογήθηκαν μέσω προσομοιώσεων ως γνωστόν αφορούν τα δίκτυα MANETs. Το εργαλείο προσομοίωσης το οποίο χρησιμοποιήθηκε είναι ο προσομοιωτής δικτύων ns2 (Network Simulator) [11], ο οποίος αποτελεί την πιο αξιόπιστη και συνήθη επιλογή προσομοιωτών από τους μελετητές του τομέα αυτού μεταξύ των αρκετών εργαλείων προσομοίωσης που έχουν σχεδιαστεί. Ο ns2 αποτελεί ένα πολύ δυνατό εργαλείο προσομοίωσης παντός είδους δικτύων, ο οποίος είναι πλήρως παραμετροποιήσιμος και μπορεί να προσομοιώσει με απόλυτη ρεαλιστικότητα και ακρίβεια (προδιαγράφονται και υλοποιούνται όλα τα επίπεδα του μοντέλου OSI) οποιοδήποτε είδος δικτύου. Υιοθετεί το μοντέλο της ανοιχτής αρχιτεκτονικής με συνέπεια μια πληθώρα από πρωτόκολλα δικτύων πάσης φύσεως να υπάρχουν ήδη υλοποιημένα και να είναι δυνατή η απόλυτη παραμετροποίηση του ώστε να μπορούν να επιτευχθούν οποιοσδήποτε επιθυμητές συνθήκες δικτύου.

Για τα ασύρματα δίκτυα και πιο συγκεκριμένα για τα MANETs, χρησιμοποιήθηκε η επέκταση CMU [11] του ns2. Η επέκταση αυτή είναι ειδικά σχεδιασμένη για την προσομοίωση των MANETs και προδιαγράφει και υλοποιεί μια πληθώρα από χαρακτηριστικά που διέπουν αυτά τα δίκτυα προκειμένου να γίνει εφικτή η προσομοίωση τους με ρεαλιστικό τρόπο. Προδιαγράφονται τα μοντέλα ασύρματης επικοινωνίας μεταξύ των κόμβων (μοντέλο εξασθένισης σήματος Two Ray Ground [16] για μακρινές αποστάσεις, Friiss - Space [29] για τις κοντινές) όπως επίσης η χρησιμοποίηση του 802.11 [2] της I.E.E.E. για την υλοποίηση του δευτέρου επιπέδου (OSI). Για όλες τις λεπτομέρειες σχετικά με την επέκταση CMU κάποιος μπορεί να απευθυνθεί στο [11].

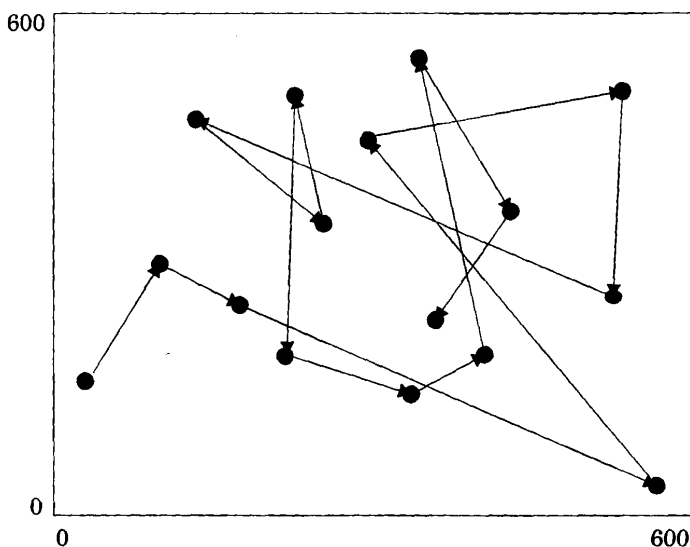
4.1.2 Μοντέλο Προσομοίωσης

Προκειμένου να αξιολογηθούν οι αλγόριθμοι που σχεδιάστηκαν επιλέχθηκε ένα συγκεκριμένο μοντέλο προσομοίωσης για MANET. Σύμφωνα με αυτό εξετάζεται μία ορθογώνια παραλληλόγραμμη και επίπεδη περιοχή με μήκος X και πλάτος Y . Μέσα στην περιοχή αυτή υπάρχουν N κόμβοι οι οποίοι μπορούν να κινούνται προς οποιαδήποτε κατεύθυνση, πάντα όμως μέσα στα προκαθορισμένα όρια, με μέγιστη ταχύτητα s (20 m/s). Η ταχύτητα κάθε κόμβου παίρνει τιμές στο διάστημα $[0, 20] \text{ m/s}$. Οι κόμβοι δεν είναι απαραίτητο να



κινούνται συνέχεια. Είναι πιθανό να εκτελούν παύση για $[0, p]$ sec διάστημα, ύστερα από το οποίο συνεχίζουν την κίνηση τους προς τυχαία κατεύθυνση και με τυχαία ταχύτητα. Κάθε κόμβος θεωρείται ότι έχει εμβέλεια κυκλικού δίσκου ακτίνας R στο κέντρο του οποίου βρίσκεται ο ίδιος. Η συνολική διάρκεια προσομοίωσης είναι T δευτερόλεπτα.

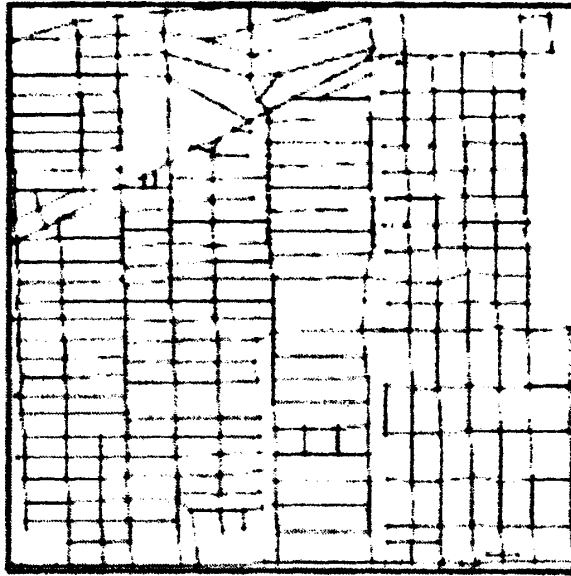
Πέραν αυτών όμως, πρέπει με κάποιο τρόπο να προσομοιωθεί η κίνηση των κόμβων σε τυχαίες κατευθύνσεις και με τυχαίο τρόπο. Για τον σκοπό αυτό υιοθετούμε δύο μοντέλα τα οποία έχουν προταθεί. Πρώτο και πιο γνωστό είναι το μοντέλο που ακολουθεί την μέθοδο RWP [7] (Random Way Point). Στα σενάρια κίνησης σύμφωνα με το μοντέλο αυτό, κάθε κόμβος επιλέγει κάθε στιγμή ένα τυχαίο σημείο εντός της προκαθορισμένης περιοχής και κατευθύνεται προς αυτό με τυχαία ταχύτητα την οποία επιλέγει από το διάστημα $[0, s]$. Το s είναι παράμετρος η οποία ορίζεται από τον χρήστη ($s_{max} = 20 \text{ m.p.s} - 72 \text{ K.p.h.}$). Όταν φτάσει στο σημείο το οποίο έχει επιλέξει μπορεί να σταματήσει για $[0, p]$ δευτερόλεπτα. Μετά από αυτό επιλέγει και πάλι ένα άλλο σημείο και επαναλαμβάνει τα ίδια βήματα ακριβώς. Η όλη διαδικασία προφανώς εκτελείται από όλους τους κόμβους και διαρκεί όσο και το σύνολο της προσομοίωσης. Ένα μονοπάτι που δημιουργείται από τη διαδρομή ενός κόμβου φαίνεται στο Σχήμα 4.1. Το μοντέλο RWP, έχειδειχθεί [7] ότι προκαλεί χρονικά σε



Σχήμα 4.1: Διαδρομή κόμβου με βάση το μοντέλο RWP.

ένα δίκτυο MANET την εμφάνιση δύο ειδών συμπεριφοράς. Στην αρχή, και για τα πρώτα 600 δευτερόλεπτα, υπάρχει ταχύτερη εναλλαγή γειτόνων σε κάθε κόμβο με αποτέλεσμα να παρατηρείται μια ιδιαίτερη συμφόρηση στο δίκτυο. Μετά το πέρας αυτού του πρώτου διαστήματος, η κατάσταση αυτή δεν υφίσταται πλέον αφού οι κόμβοι αποκτούν σχετικά σταθερό αριθμό γειτόνων με τις μεταβολές που συντελούνται να είναι σε λογικά πλαίσια. Στη δεύτερη αυτή φάση το δίκτυο θεωρείται ότι έχει φτάσει πλέον σε κατάσταση ισορροπίας (steady state), όπως λέγεται. Είναι κατανοητό ότι προκειμένου να γίνει αντικειμενικά η αξιολόγηση ενός αλγορίθμου σε ένα MANET, πρέπει να εξεταστεί η συμπεριφορά του μετά το πέρας του πρώτου διαστήματος όταν το δίκτυο έχει σταθεροποιηθεί και εμφανίζει πλέον την αναμενόμενη συμπεριφορά. Προκειμένου να ξεπεραστεί το συγκεκριμένο πρόβλημα

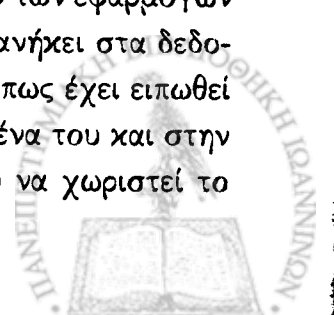
επιλέχθηκε να γίνεται η παραγωγή των σεναρίων κίνησης μέσω του μοντέλου 'Τέλεια Προσομοίωσης' (Perfect Simulation Model) [5]. Η μέθοδος αυτή δεν κάνει τίποτα άλλο, από το να παράγει σεσνάρια κίνησης τα οποία παρακάμπτουν το πρώτο στάδιο αστάθειας και περιέχουν μόνο το δεύτερο στάδιο κατά το οποίο το δίκτυο εμφανίζει την επιθυμητή συμπεριφορά. Ο κώδικας του μοντέλου αυτού είναι ελεύθερος και διαθέσιμος στο διαδίκτυο [1].



Σχήμα 4.2: Περιοχή πραγματικής κίνησης κόμβων.

Το δεύτερο μοντέλο σεναρίων κίνησης το οποίο χρησιμοποιήσαμε είναι το VANET (Vehicular Ad hoc NETwork). Το μοντέλο αυτό δημιουργεί σεσνάρια κίνησης με βάση πραγματικούς χάρτες πόλεων των Η.Π.Α.. Οι κόμβοι είναι οχήματα τα οποία κινούνται σε περιοχές πόλεων με δρόμους όπως φαίνονται στο Σχήμα 4.2. Ο λόγος που επιλέχθηκε το συγκεκριμένο μοντέλο είναι για να αξιολογηθεί η συμπεριφορά των αλγορίθμων μας και σε πραγματικά σεσνάρια κινητών κόμβων. Ο τρόπος που παράγονται τα συγκεκριμένα σεσνάρια περιγράφεται λεπτομερώς στο [27], ενώ ο κώδικας είναι διαθέσιμος στο [28]. Επειδή οι κόμβοι κινούνται σε δρόμους πόλεων όπου μπορεί να υπάρχει συμφόρηση ή άλλες ιδιαίτερες συνθήκες, η ταχύτητα των οχημάτων είναι εκ των προτέρων καθορισμένη και τυχαία ανάλογα με τις συνθήκες που επικρατούν στον δρόμο που βρίσκεται κάθε κόμβος. Το μόνο που είναι γνωστό είναι ότι η ανώτατη ταχύτητα των οχημάτων φτάνει τα 56.3 χιλιόμετρα ανά ώρα.

Πέραν όμως των μοντέλων προσομοίωσης υπάρχει και ένα σύνολο από άλλες παραμέτρους που επιλέχθηκαν. Στην έρευνα μας γίνεται προσπάθεια να εξυπηρετηθούν αποτελεσματικά προσανατολισμένες στα δεδομένα εφαρμογές με την ενσωμάτωση στοιχείων των εφαρμογών απευθείας στις συναρτήσεις δρομολόγησης. Το χαρακτηριστικό το οποίο ανήκει στα δεδομένα και υιοθετούμε εμείς, ονομάζεται κλάση. Το χαρακτηριστικό αυτό, όπως έχει ειπωθεί και σε προηγούμενο κεφάλαιο, χαρακτηρίζει έναν κόμβο ως προς τα δεδομένα του και στην πραγματικότητα μπορεί να είναι οτιδήποτε. Χρησιμοποιείται προκειμένου να χωριστεί το

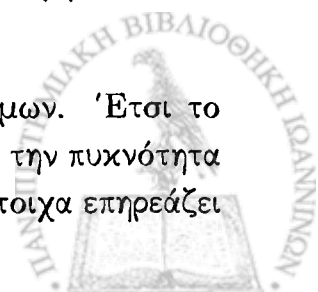


δίκτυο εκ των προτέρων και με τρόπο τυχαίο σε ομάδες. Με τη βοήθεια μιας γεννήτριας τυχαίων αριθμών που ακολουθεί κατανομή *uniform*, κάθε κόμβος τοποθετείται εκ των προτέρων σε μια κλάση. Η πληροφορία αυτή τοποθετείται στο επίπεδο εφαρμογών και όχι στο επίπεδο δικτύωσης, ενώ είναι γνωστή στον ίδιο τον κόμβο και σε κανέναν άλλο. Ο μηχανισμός ο οποίος προβαίνει στον διαμερισμό του δικτύου σε κλάσεις παίρνει ως είσοδο τον συνολικό αριθμό των κόμβων του δικτύου και τον αριθμό των κλάσεων στον οποίο επιθυμούμε να χωριστεί. Η πληροφορία της κλάσης είναι προφανώς πολύ σημαντική αφού, όπως θα αναλυθεί παρακάτω, όλα τα κριτήρια αποδοτικότητας των αλγορίθμων είναι άμεσα συνδεδεμένα και καθορίζονται από το χαρακτηριστικό αυτό.

Κατά την προσομοίωση ενός δικτύου, παράγονται μηνύματα δεδομένων από ένα ποσοστό Q από το σύνολο των κόμβων του δικτύου. Τα μηνύματα αυτά προφανώς φέρουν την κλάση του αποστολέα και στόχο έχουν να παραδοθούν σε όλους τους κόμβους που ανήκουν στην κλάση στην οποία απευθύνεται το ερώτημα. Τα μηνύματα αυτά παράγονται από τους αποστολείς με ρυθμό λ . Εκτός από τα μηνύματα δεδομένων, υπάρχουν και τα μηνύματα ελέγχου (Hello Messages), τα οποία εκπέμπουν όλοι οι κόμβοι, και είναι απαραίτητα για τη λειτουργία των αλγορίθμων. Τα μηνύματα αυτά εκπέμπονται ανά τακτά χρονικά διαστήματα t_h . Επειδή τα συγκεκριμένα μηνύματα δεν φέρουν ωφέλιμη πληροφορία για τον χρήστη επιδιώκουμε το t_h να μην είναι πολύ μικρό διότι τότε δημιουργείται συμφόρηση στο δίκτυο με όλα τα επακόλουθα. Από την άλλη, η παράμετρος αυτή καθορίζει σε μεγάλο βαθμό την απόδοση και την συμπεριφορά των αλγορίθμων αφού καθορίζει το πόσο πρόσφατη είναι η γνώση που έχουν για το δίκτυο και τη τοπολογία του. Έτσι απαιτείται να επιλεγεί μια τιμή η οποία θα ισορροπεί την κατάσταση κατά τρόπο τέτοιο ώστε να μην εισάγεται υπερβολική συμφόρηση και παράλληλα οι κόμβοι να έχουν αρκετά πρόσφατη πληροφορία για το δίκτυο κάθε στιγμή. Μια άλλη παράμετρος συνδεδεμένη με αυτήν είναι το t_{expel} . Η παράμετρος αυτή καθορίζει ανά πόσο χρονικό διάστημα πρέπει να σβήνονται οι παλαιωμένες εγγραφές από τους πίνακες γειτνίασης και έχει τεθεί $t_{expel} = 2t_h$. Και αυτή η παράμετρος είναι αρκετά σημαντική αφού καθορίζει το χρονικό διάστημα μετά το οποίο ένας κόμβος θεωρείται ότι δεν βρίσκεται πλέον στη γειτονιά ενός άλλου. Τέλος πριν από κάθε μετάδοση που γίνεται σε κάθε κόμβο, εισάγεται μία μικρή τυχαία καθυστέρηση (transmission jitter). Αυτό συμβαίνει διότι υπάρχει περίπτωση γειτονικοί κόμβοι να θελήσουν να μεταδώσουν ένα μήνυμα την ίδια χρονική στιγμή. Αν συμβεί αυτό, θα υπάρξει σύγκρουση με αποτέλεσμα να χαθούν και τα δύο μηνύματα. Η μικρή αυτή τυχαία καθυστέρηση εισάγεται για να αντιμετωπίσει ακριβώς αυτό το πρόβλημα και παίρνει μια *uniform* τιμή στο $(0, b]$, όπου $b = 0.1 \text{ sec.}$

Συνολικά οι παράμετροι που ισχύουν για τα πειράματά μας εμφανίζονται στον Πίνακα 4.1. Δίπλα από την κάθε μία υπάρχει μια τιμή η οποία είναι η προκαθορισμένη για όλα τα πειράματα τα οποία διεξήχθησαν, εκτός από εκείνα στα οποία αναφέρεται ρητά κάποια διαφορετική τιμή από αυτές για συγκεκριμένη παράμετρο.

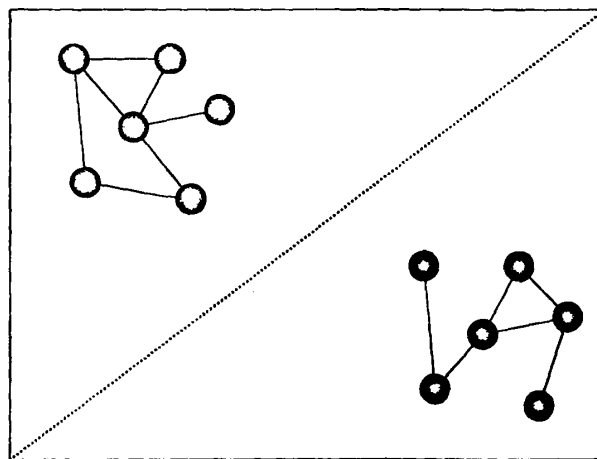
Η κάθε παράμετρος επηρεάζει διαφορετικά την συμπεριφορά των αλγορίθμων. Έτσι το μέγεθος της περιοχής σε συνδυασμό με τον αριθμό των κόμβων καθορίζουν την πυκνότητα του δικτύου και συνεπώς το βαθμό συνδεσιμότητας για κάθε κόμβο. Αντίστοιχα επηρεάζει



Πίνακας 4.1: Παράμετροι προσομοιώσεων.

Παράμετρος	Τιμή
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 (Nodes Number)	100
Κλάσεις (Classes)	5
Μέγιστη Ταχύτητα στο Μοντέλο RWP (Maximum Speed- s)	20 m/sec.
Χρόνος Στάσης Κόμβων (Node Pause Time- P)	0 secs
Ποσοστό Αποστολέων Μηνυμάτων Δεδομένων (Data Senders- Q)	0.2 N
Ρυθμός Αποστολής Μηνυμάτων Δεδομένων (Data Message Generation Rate- λ)	0.1 m/sec.
Χρονικό Διάστημα μεταξύ Μηνυμάτων Ελέγχου (HELLO Interval- t_h)	2 secs
Διάρκεια Προσομοίωσης (Simulation Time- T)	900 secs
Μέγιστη Τυχαία Καθυστέρηση Μετάδοσης (Maximum Transmission Jitter)	0.1 sec.

και η ακτίνα. Μικρή ακτίνα σημαίνει μικρότερος αριθμός γειτόνων για κάθε κόμβο και κατ' επέκταση μεγαλύτερες μέγιστες διαδρομές για τα πακέτα. Επίσης οι τρεις αυτοί παράγοντες επηρεάζουν την πιθανότητα εμφάνισης διαμερίσεων (partitions) στο δίκτυο όπως φαίνεται στο Σχήμα 4.3. Από την άλλη η μέγιστη ταχύτητα και το χρονικό διάστημα μεταξύ των μηνυμάτων ελέγχου επηρεάζουν τόσο την αποδοτικότητα όσο και την ορθότητα των δεδομένων που εκπέμπονται. Για μεγάλες ταχύτητες η μεταβλητότητα της τοπολογίας είναι πολύ γρήγορη. Αυτό προφανώς επηρεάζει την ακρίβεια της πληροφορίας την οποία διατηρούν οι κόμβοι για το δίκτυο και κατ' επέκταση την ορθή λειτουργία των αλγορίθμων.



Σχήμα 4.3: Διαμέριση δικτύου.

4.2 Μέθοδοι Αξιολόγησης Αλγορίθμων και Μετρικές

Στην ενότητα αυτή περιγράφεται το σύνολο των μετρικών που χρησιμοποιούνται για την αξιολόγηση των αλγορίθμων, καθώς και ο τρόπος με τον οποίο έχουν οργανωθεί τα αποτελέσματα που θα παρουσιαστούν στην επόμενη ενότητα.

4.2.1 Μετρικές Αξιολόγησης Αλγορίθμων

Για την αξιολόγηση ενός αλγορίθμου μπορούν να χρησιμοποιηθούν ένα σύνολο από κριτήρια για την μέτρηση της αποδοτικότητας του. Τα κριτήρια αυτά ονομάζονται μετρικές αξιολόγησης και η επιλογή τους παίζει σημαντικό ρόλο προκειμένου να γίνουν πλήρως κατανοητά τα αποτελέσματα και η σημασία τους. Στην παράγραφο αυτή παρουσιάζεται και αναλύεται το σύνολο των μετρικών με βάση τις οποίες αξιολογήθηκαν οι αλγόριθμοι για τα πειράματα που διεξήχθησαν.

Ποσοστό Επιτυχούς Παράδοσης Μηνυμάτων (Delivery Ratio)

Το ποσοστό επιτυχούς παράδοσης μηνυμάτων αφορά τα μηνύματα δεδομένων και σχετίζεται με την κλάση. Η μετρική αυτή ορίζεται ως το ποσοστό των κόμβων του δικτύου που έλαβαν επιτυχώς το μήνυμα, για κάθε κλάση φυσικά. Έτσι όταν λέμε ότι έχουμε Delivery Ratio = 90%, εννοούμε ότι για κάθε κλάση του δικτύου, όποιος και να ήταν ο αποστολέας έχουμε 90% επιτυχία. Αυτό είναι λογικό αφού ενδιαφερόμαστε να εξυπηρετούνται κάθε φορά μόνο τα μέλη της κλάσης στην οποία απευθύνεται το μήνυμα. Έτσι αν υποθέσουμε ότι σε ένα δίκτυο 100 κόμβων έχουμε 5 κλάσεις (20 κόμβοι ανά κλάση κατά μέσο όρο), τότε για κάθε κλάση 90% επιτυχία σημαίνει, ένα μήνυμα να λαμβάνεται από 18 κόμβους κατά μέσο όρο. Το 100% θα ήταν να το λάμβαναν για κάθε κλάση και οι 20 κόμβοι. Έτσι είναι φανερό ότι το ποσοστό επιτυχίας επηρεάζεται άμεσα από την κλάση. Η μετρική αυτή εκφράζει την αξιοπιστία των αλγορίθμων, δηλαδή την ικανότητά τους να παραδίδουν ορθά τα μηνύματα στους κόμβους που πρέπει ανάλογα με τις συνθήκες που επικρατούν στο δίκτυο. Έτσι το ποσοστό αυτό επηρεάζεται από την κινητικότητα των κόμβων, την συμφόρηση του δικτύου, τα διπλότυπα μηνύματα κ.α.. Επίσης πρέπει να τονιστεί ότι η μετρική αυτή σχετίζεται με τον αριθμό των προωθήσεων, αφού η μείωση τους για οποιονδήποτε λόγο μπορεί να επιφέρει και μείωση του Delivery Ratio λόγω της αύξησης της πιθανότητας απώλειας μηνυμάτων για τους γνωστούς λόγους. Εδώ να σημειωθεί ότι κάποιες εφαρμογές απαιτούν από τους αλγόριθμους συγκεκριμένη αξιοπιστία με την έννοια ότι απαιτούν το ποσοστό επιτυχούς παράδοσης μηνυμάτων να είναι τουλάχιστον μεγαλύτερο από μια συγκεκριμένη τιμή (Quality of Service).

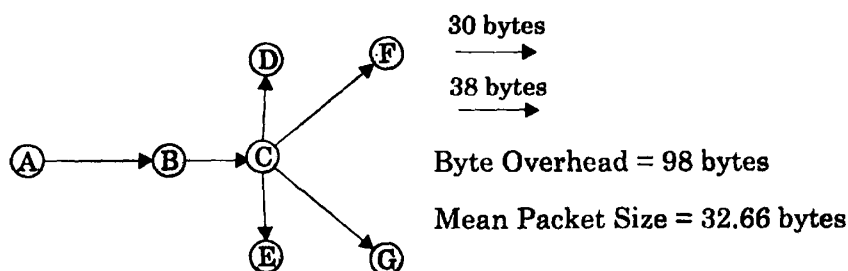


Αριθμός Προωθήσεων Μηνυμάτων (Forwards per Query)

Η μετρική αυτή ορίζεται ως ο αριθμός των προωθήσεων που λαμβάνουν χώρα στο δίκτυο για κάθε αποστολή μηνύματος. Αυτό σημαίνει ότι για κάθε αποστολή μηνύματος που έγινε, για την εξυπηρέτηση των κόμβων της κλάσης που τελικά βρέθηκαν, απαιτήθηκαν τόσες προωθήσεις μηνυμάτων κατά μέσο όρο όσες ορίζει η μετρική αυτή. Π.χ. αν για μια αποστολή έχουμε Forwards per Query = 70, αυτό σημαίνει ότι μέχρι να εξευρεθούν οι κόμβοι της συγκεκριμένης κλάσης που τελικά βρέθηκαν, το μήνυμα αυτό προωθήθηκε συνολικά 70 φορές. Η μετρική αυτή εκφράζει την αποδοτικότητα των αλγορίθμων. Ένας αλγόριθμος σε MANET, είναι επιθυμητό να εμφανίζει όσο το δυνατόν μικρότερο αριθμό προωθήσεων μηνυμάτων, αφού κάτι τέτοιο σημαίνει μικρότερη σπατάλη ενέργειας συνολικά από τους κόμβους τόσο για την επεξεργασία των μηνυμάτων, όσο και για την μετάδοσή τους. Επίσης μικρός αριθμός προωθήσεων σημαίνει μικρότερος αριθμός συγκρούσεων και λιγότερη συμφόρηση στο δίκτυο αφού συνολικά εισάγεται μικρότερος αριθμός μηνυμάτων σε αυτό, ενώ ταυτόχρονα εξοικονομείται και εύρος ζώνης επικοινωνίας το οποίο είναι περιορισμένο σε αυτά τα δίκτυα λόγω της φύσεως του κοινού μέσου (αέρας).

Μέσο Μέγεθος Μηνύματος (Mean Packet Size)

Το μέσο μέγεθος μηνύματος εκφράζει το μέγεθος των μηνυμάτων δεδομένων τα οποία διακινούνται στο δίκτυο. Βέβαια το μέγεθος αυτό μετρά μόνο το μέγεθος των πληροφοριών που προσθέτουν στο πακέτο οι αλγόριθμοι και όχι και το μέγεθος της πληροφορίας που διακινείται. Έτσι μπορεί να μετρηθεί η επιβάρυνση που επιφέρει στο δίκτυο ο κάθε αλγόριθμος αποκλειστικά και μόνο λόγω της λειτουργίας του. Πιο συγκεκριμένα κάθε φορά μετράται το μέγεθος της TDP κεφαλίδας όπως φαίνεται στα Σχήματα 3.1 και 3.3. Δηλαδή η μετρική αυτή σηματοδοτεί τον μέσο όρο του μεγέθους, με τον τρόπο που αναφέρθηκε, των μηνυμάτων που διακινήθηκαν στο δίκτυο κατά τη διάρκεια μιας προσομοίωσης σε bytes. Κατά την εξέταση των αποτελεσμάτων της συγκεκριμένης μετρικής πρέπει να υπάρχει κατά νου ότι το εύρος ζώνης κυμαίνεται πλέον στα 54 Mbps με αποτέλεσμα μικρές μεταβολές στην τιμή αυτή να μην επηρεάζουν απαραίτητα και την αποδοτικότητα των αλγορίθμων.



Σχήμα 4.4: Δύο μετρικές αξιολόγησης.

Συνολικό Μέγεθος Μεταδιδόμενων Μηνυμάτων (Byte Overhead)

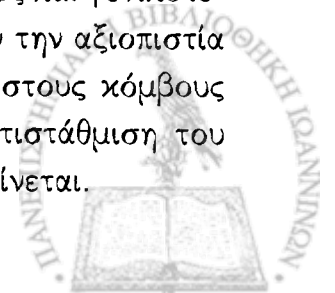
Το συνολικό μέγεθος των μεταδιδόμενων μηνυμάτων ορίζεται ως το συνολικό μέγεθος των μηνυμάτων τα οποία χρειάστηκε να μεταφερθούν από το δίκτυο μέχρι την ολοκλήρωση της διαδικασίας παράδοσης των μηνυμάτων στους κόμβους που πρέπει. Φυσικά εννοείται το μέγεθος των πληροφοριών που εισάγει ο αλγόριθμος κατά την όλη διαδικασία. Το συνολικό μέγεθος των μεταδιδόμενων μηνυμάτων είναι το άθροισμα των μεγεθών των μηνυμάτων τα οποία μετέδωσαν οι κόμβοι που προώθησαν το μήνυμα. Ένα παράδειγμα φαίνεται στο Σχήμα 4.4. Εδώ φαίνεται η διαφορά της μετρικής αυτής με την προηγούμενη. Με τη βοήθεια του παραδείγματος μπορούμε να καταλάβουμε ότι το συνολικό μέγεθος των μεταδιδόμενων μηνυμάτων είναι πιο ισχυρή μετρική από το μέσο μέγεθος του πακέτου αφού αφενός μεν περιέχει την πληροφορία αυτή και αφετέρου εκφράζει τη συνολικότερη επιβάρυνση του κοινού μέσου από τον αλγόριθμο. Όσο περισσότερο επιβαρύνεται το κοινό μέσο, τόσο περισσότερη συμφόρηση δημιουργείται στο δίκτυο με αποτέλεσμα την μείωση της αποδοτικότητας και ίσως και της αξιοπιστίας των αλγορίθμων.

Μέση Καθυστέρηση (Mean Delay)

Ως μέση καθυστέρηση ορίζεται το μέσο χρονικό διάστημα που απαιτείται για την παράδοση ενός μηνύματος από τον αποστολέα στον παραλήπτη. Η μετρική αυτή θεωρείται μία από τις κλασικές των δικτυακών αλγορίθμων αφού ο χρόνος παράδοσης των δεδομένων θεωρείται αρκετά σημαντικός. Έτσι π.χ. αν ένα μήνυμα κάνει να παραδοθεί 100 ms και ένα άλλο 200 ms τότε ο μέσος χρόνος παράδοσης είναι 150 ms. Η μετρική αυτή εκφράζει τον ανταγωνισμό ο οποίος υπάρχει στο δίκτυο για την απόκτηση του κοινού μέσου. Όσο πυκνώνει το δίκτυο, τόσο μεγαλώνει η καθυστέρηση αφού μεγαλώνει ο αριθμός των προωθήσεων αλλά και εξαιτίας της μεγαλύτερης δυσκολίας επιτυχής απόκτησης του κοινού μέσου λόγω του αυξημένου αριθμού των μεταδόσεων που συμβαίνουν.

Μέσος αριθμός λαμβανόμενων διπλοτύπων (Received Duplicate Packets)

Η μετρική αυτή ορίζεται ως ο μέσος αριθμός των διπλοτύπων που λαμβάνει ένας κόμβος για μία αποστολή μηνύματος. Αν π.χ. για μία αποστολή η μετρική αυτή έχει τιμή 20, αυτό σημαίνει ότι οι κόμβοι έλαβαν κατά μέσο όρο 20 διπλότυπα του αρχικού μηνύματος. Η μετρική αυτή εκφράζει την ικανότητα του αλγορίθμου να προκαλεί τις σωστές προωθήσεις. Λιγότερα διπλότυπα σημαίνουν ότι ο αλγόριθμος δεν κάνει πολλές εσφαλμένες προωθήσεις. Ιδανικά θέλουμε ο αριθμός των διπλοτύπων να είναι μικρός αφού σε αντίθετη περίπτωση σπαταλάται εύρος ζώνης, ενέργεια από τους κόμβους για την επεξεργασία τους και γενικότερα εισάγεται φόρτος στο δίκτυο. Βέβαια τα διπλότυπα μπορεί να ενισχύουν την αξιοπιστία κάποιων αλγορίθμων αφού εξασφαλίζουν ότι οι πληροφορίες θα φτάσουν στους κόμβους μέσω διαφορετικών διαδρομών. Συνεπώς καλό είναι να υπάρχει μια αντιστάθμιση του αριθμού των διπλοτύπων ώστε οι αλγόριθμοι να αποδίδουν όσο καλύτερα γίνεται.



4.2.2 Οργάνωση Πειραμάτων

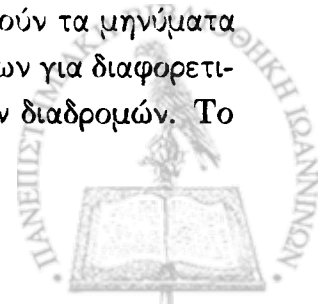
Αφού παρουσιάστηκε το σύνολο των μετρικών οι οποίες χρησιμοποιήθηκαν για την αξιολόγηση των αλγορίθμων, στην τρέχουσα παράγραφο θα παρουσιαστούν τα είδη των πειραμάτων τα οποία επιλέξαμε να διεξάγουμε.

Πείραμα 1: Μεταβαλλόμενη Κινητικότητα Κόμβων (Node Mobility)

Το πρώτο πείραμα που διεξήχθη ήταν αυτό κατά το οποίο μεταβάλλεται η μέγιστη ταχύτητα (s) την οποία μπορούν να αποκτήσουν οι κόμβοι κατά την κίνηση τους στην περιοχή που έχει προκαθοριστεί. Έτσι μπορεί να παρατηρηθεί η συμπεριφορά των αλγορίθμων από στατικά δίκτυα μέχρι και δίκτυα πολύ υψηλής κινητικότητας. Αυτό διότι η ταχύτητα των κόμβων επηρεάζει αρκετά την λειτουργία των αλγορίθμων. Όσο μεγαλύτερη είναι η μέση ταχύτητα των κόμβων τόσο αυξάνεται ο ρυθμός με τον οποίο αλλάζουν οι γείτονες για κάθε έναν από αυτούς και κατά συνέπεια και οι πληροφορίες που έχουν για την κατάσταση του δικτύου. Έτσι οι πληροφορίες που κατέχουν οι κόμβοι είναι λιγότερο αποτελεσματικές, ως προς τη χρήση τους από τους αλγόριθμους, αφού ανταποκρίνονται στην πραγματική κατάσταση του δικτύου για μικρότερο χρονικό διάστημα. Έτσι επηρεάζεται ένα σύνολο από παραμέτρους των αλγορίθμων οι οποίοι υποθέτουν ότι εξυπηρετούν δεδομένους κόμβους κάθε στιγμή. Οι υποθέσεις τους αυτές, όσο αυξάνεται η κινητικότητα αυξάνεται και η πιθανότητα να είναι εσφαλμένες. Εδώ να σημειώσουμε ότι το συγκεκριμένο πείραμα διεξήχθη μόνο για το μοντέλο RWP αφού στο VANET οι ταχύτητες για τους κόμβους καθορίζονται από την περιοχή στην οποία κινούνται και δεν είναι γνωστές.

Πείραμα 2: Μεταβαλλόμενη Ακτίνα Εμβέλειας Κόμβων (Transmission Range)

Στο δεύτερο πείραμα μεταβάλλεται η ακτίνα εμβέλειας για κάθε κόμβο (R). Κρατώντας σταθερό τον αριθμό των κόμβων, αν μεταβληθεί η ακτίνα εμβέλειας το δίκτυο καθίσταται πυκνότερο ή αραιότερο. Όσο μικρότερη είναι η ακτίνα εμβέλειας της κεραίας για κάθε κόμβο τόσο μικρότερος είναι και ο αριθμός των γειτόνων του. Έτσι οι μέγιστες διαδρομές των μηνυμάτων μέσα στο δίκτυο μεγαλώνουν αφού απαιτούνται περισσότερες προωθήσεις για να φτάσουν στους παραλήπτες. Από την άλλη, αν η ακτίνα είναι μεγάλη τότε οι κόμβοι έχουν πολλούς γείτονες. Το γεγονός αυτό αφενός μεν μειώνει τις μέγιστες διαδρομές των μηνυμάτων, αυξάνει όμως την συμφόρηση στο δίκτυο αφού πολλοί κόμβοι βρίσκονται ο ένας εντός της εμβέλειας του άλλου. Η επίδραση του μήκους των διαδρομών, λόγω της δραστηκής μεταβλητότητας της τοπολογίας, στα MANETs είναι πολύ σημαντική αφού επηρεάζει την ορθή παράδοση των πληροφοριών. Όσο αυξάνεται το μήκος των διαδρομών, τόσο αυξάνεται η πιθανότητα να παρουσιαστεί κάποιο πρόβλημα στην πορεία που ακολουθούν τα μηνύματα και τελικά να μην παραδοθούν. Έτσι ελέγχεται η λειτουργία των αλγορίθμων για διαφορετικές τιμές ακτίνας ώστε να γίνει εμφανής η επίδραση της αυξομείωσης των διαδρομών. Το συγκεκριμένο πείραμα διεξήχθη και με τα δύο μοντέλα κίνησης.



Πείραμα 3: Μεταβαλλόμενος Αριθμός Κόμβων (Number of Nodes)

Στο πείραμα αυτό μεταβάλλεται ο αριθμός των κόμβων του δικτύου (N). Μεταβάλλοντας την παράμετρο αυτή το δίκτυο καθίσταται πιο πυκνό ή αραιό αντίστοιχα. Η μεταβολή του πληθυσμού των κόμβων είναι πιθανό να οδηγήσει σε καταστάσεις όπως η διαμέριση. Όταν σε ένα MANET υπάρχει μικρός αριθμός κόμβων είναι πιθανό να δημιουργηθούν ομάδες κόμβων αποκομμένες η μία από την άλλη. Έτσι το δίκτυο χωρίζεται σε κομμάτια. Κάτι τέτοιο φαίνεται στο Σχήμα 4.3. Οι κόμβοι μιας ομάδας δεν μπορούν να επικοινωνήσουν με οποιονδήποτε κόμβο εκτός αυτής. Όσο αυξάνεται ο αριθμός των κόμβων στο δίκτυο η πιθανότητα εμφάνισης διαμερίσεων μειώνεται σημαντικά αν αναλογιστεί κανείς την συνεχή κίνηση των κόμβων (το πρόβλημα αυτό δεν μπορεί να λυθεί μόνο στην περίπτωση που εμφανιστεί σε στατικό δίκτυο MANET). Ωστόσο, η αύξηση του αριθμού των κόμβων εύλογα αυξάνει την συμφόρηση και τον φόρτο του δικτύου αφού οι κόμβοι έχουν περισσότερους γείτονες. Παράλληλα αυξάνεται ο ανταγωνισμός για την απόκτηση του κοινού μέσου με αποτέλεσμα περισσότερες συγκρούσεις και αλλοιώσεις στα μεταδιδόμενα μηνύματα. Εκτός όμως όλων αυτών, η μεταβολή του αριθμού των κόμβων μπορεί να μας δείξει τις ικανότητες κλιμάκωσης ενός αλγορίθμου. Πολλές φορές η ιδιότητα της κλιμάκωσης είναι πολύ σημαντική. Π.χ υπάρχουν αλγόριθμοι που δεν λειτουργούν καλά για μεγάλο αριθμό κόμβων. Με βάση όλα τα παραπάνω βλέπουμε ότι το συγκεκριμένο πείραμα είναι αρκετά σημαντικό αφού μπορεί να αποκαλύψει πλήθος πληροφοριών για τους αλγόριθμους που ελέγχονται. Όπως και στο προηγούμενο πείραμα και εδώ χρησιμοποιήθηκαν και τα δύο μοντέλα σεναρίων κίνησης.

Πείραμα 4: Μεταβαλλόμενος Αριθμός Κλάσεων (Number of Classes)

Η μεταβολή του αριθμού των κλάσεων είναι ένα κριτήριο το οποίο θεωρήθηκε απαραίτητο να χρησιμοποιηθεί. Όσο αυξάνεται ο αριθμός αυτός το δίκτυο κατακερματίζεται σε όλο και περισσότερες αλλά μικρότερες ομάδες. Το φαινόμενο αυτό ονομάζεται οριζόντια κλιμάκωση (horizontal scalability) [8] και χρησιμοποιείται συνήθως από τους αλγόριθμους πολυδιανομής για την αξιολόγησή τους. Η μεταβολή του μεγέθους των ομάδων καθώς και του αριθμού τους, επηρεάζει τόσο την ικανότητα παράδοσης των αλγορίθμων όσο και την αποδοτικότητά τους. Όσο μικρότερες είναι οι ομάδες τόσο πιο δύσκολος είναι ο εντοπισμός των μελών της καθεμίας στο δίκτυο λόγω του μικρού αριθμού τους. Αυτό εισάγει περισσότερες προωθήσεις στο δίκτυο αφού η αναζήτηση είναι αρκετά εξαντλητική. Η αξιοπιστία επηρεάζεται από το γεγονός ότι η αδυναμία παράδοσης των μηνυμάτων σε κάποιο μέλος μιας κλάσης έχει όλο και αυξανόμενο αντίκτυπο όσο μικραίνει ο αριθμός των μελών των κλάσεων. Για παράδειγμα, αν υποθέσουμε ότι το δίκτυο χωρίζεται σε τόσες κλάσεις ώστε κατά μέσο όρο η καθεμία να έχει 5 μέλη, είναι κατανοητό ότι αν για κάποιο λόγο δεν εξυπηρετηθεί 1 μόνο μέλος της κλάσης η επιτυχία παράδοσης πέφτει στο 80%. Αν δεν εξυπηρετηθούν 2 τότε πέφτει κατευθείαν στο 60%. Τα παραπάνω σεναρία είναι κατανοητό ότι είναι πολύ πιθανό να συμβούν. Έτσι βλέπουμε ότι ο αριθμός των μελών μιας κλάσης είναι καθοριστικός

παράγοντας και μπορεί να επηρεάσει σε μεγάλο βαθμό τα αποτελέσματα. Για αυτούς τους λόγους επιλέχθηκε να πραγματοποιηθεί το συγκεκριμένο πείραμα, το οποίο έγινε με το RWP αλλά και το VANET.

Πείραμα 5: Μεταβαλλόμενος Ρυθμός Αποστολής Μηνυμάτων Ελέγχου (HELLO Interval)

Κατά το πείραμα αυτό μεταβάλλεται ο ρυθμός αποστολής των μηνυμάτων ελέγχου (t_n) τα οποία χρησιμοποιούν οι αλγόριθμοι για να συλλέγουν πληροφορίες από τους γείτονες τους και να είναι ενήμεροι για την τοπολογία του δικτύου. Στόχος είναι να εξεταστεί κατά πόσο επηρεάζει η ορθότητα των πληροφοριών γειτνίασης τη λειτουργία των αλγορίθμων. Όσο μειώνεται ο ρυθμός αποστολής, οι κόμβοι ενημερώνονται σπανιότερα για την κατάσταση του δικτύου οπότε μπορεί να χρησιμοποιήσουν παλαιωμένες πληροφορίες για την εξαγωγή συμπερασμάτων. Από την άλλη η αύξηση του ρυθμού έχει σαν αποτέλεσμα οι κόμβοι να ενημερώνονται συχνότερα με αποτέλεσμα να έχουν πιο πρόσφατες και ορθές πληροφορίες για την γειτονιά τους. Όμως η υπερβολική αύξηση του ρυθμού αυτού μπορεί να μην προκαλέσει απαραίτητα βελτίωση της λειτουργίας των αλγορίθμων αφού η πολύ συχνή εναλλαγή των μηνυμάτων ελέγχου προσθέτει συμφόρηση στο δίκτυο με όλα τα γνωστά επακόλουθα.

4.2.3 Παρουσίαση Αποτελεσμάτων

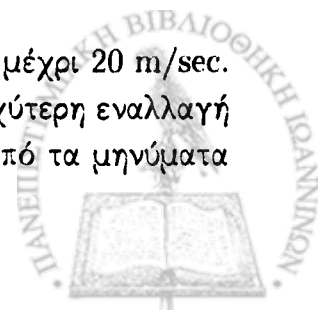
Στην ενότητα που ακολουθεί θα παρουσιαστούν και θα σχολιασθούν λεπτομερώς τα αποτελέσματα της έρευνας. Οι αλγόριθμοι υλοποιήθηκαν στον προσομοιωτή ns2 και κάθε προσομοίωση επαναλήφθηκε δέκα φορές για κάθε περίπτωση. Από αυτές λήφθηκε ο μέσος όρος ο οποίος και χρησιμοποιείται. Για την σύγκριση των αποτελεσμάτων χρησιμοποιήθηκε υψηλό διάστημα εμπιστοσύνης (95%) προκειμένου να εξαχθούν ασφαλή συμπεράσματα. Τα αποτελέσματα αναλύονται ανά πείραμα για το σύνολο των αλγορίθμων.

4.3 Σχολιασμός Αποτελεσμάτων

Στις παραγράφους που ακολουθούν σχολιάζονται τα αποτελέσματα της έρευνας που διεξήχθη ανά πείραμα.

Πείραμα 1: Μεταβαλλόμενη Κινητικότητα Κόμβων

Στο πείραμα αυτό μεταβάλλεται η κινητικότητα των κόμβων από 0 m/sec μέχρι 20 m/sec. Γενικότερα η αύξηση της ταχύτητας έχει σαν αποτέλεσμα την όλο και ταχύτερη εναλλαγή των γειτόνων σε κάθε κόμβο. Οι πληροφορίες που αποκτούν οι κόμβοι από τα μηνύματα

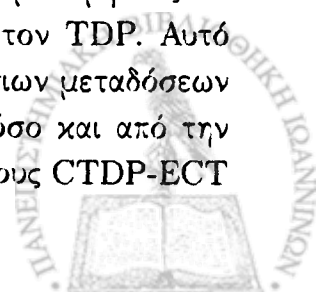


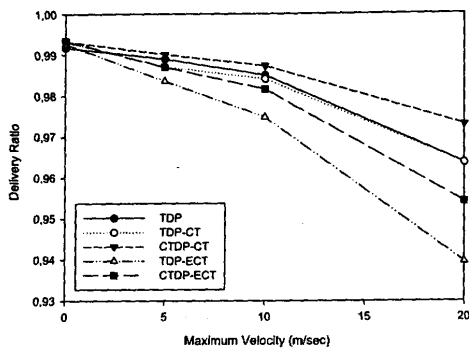
ελέγχου αντικατοπτρίζουν όλο και μικρότερο χρονικό διάστημα. Έτσι τα σύνολα προώθησης που παράγονται μπορεί να μην είναι απολύτως ορθά με αποτέλεσμα όλο και περισσότερες απώλειες μηνυμάτων με την αύξηση της ταχύτητας. Εξετάζοντας το Σχήμα 4.5(a) παρατηρούμε ότι γενικότερα όλοι οι αλγόριθμοι με την αύξηση της κινητικότητας ρίχνουν την αξιοπιστία τους. Αυτό εκτός των άλλων, συμβαίνει διότι όλοι οι αλγόριθμοι έχουν ως βάση τον TDP ο οποίος χάνει σε αξιοπιστία σε δίκτυα υψηλής κινητικότητας λόγω της υπόθεσης που κάνει για την ήδη καλυμμένη περιοχή. Για στατικά δίκτυα (0 ταχύτητα) βλέπουμε ότι όλοι παρουσιάζουν τα ίδια ποσοστά παράδοσης. Οι TDP και TDP-CT παρουσιάζουν ακριβώς την ίδια συμπεριφορά αφού ο TDP-CT σταματά μόνο τις αναμεταδόσεις που δεν χρειάζονται. Ο TDP-ECT εμφανίζει λίγο πιο χαμηλή απόδοση διότι με το ενισχυμένο κριτήριο τερματισμού που εφαρμόζει περιορίζει σε μεγάλο βαθμό τις περιττές μεταδόσεις και κατά συνέπεια τα διπλότυπα. Όσο όμως αυξάνεται η κινητικότητα ο περιορισμός των διπλοτύπων επηρεάζει όλο και περισσότερο την αξιοπιστία του αφού οι αναμεταδόσεις τις οποίες δεν σταματά είναι πιθανότερο να υποστούν κάποια βλάβη με αποτέλεσμα την μη εξυπηρέτηση των παραληπτών. Γι' αυτό όσο αυξάνεται η κινητικότητα η πτώση φαίνεται να είναι και πιο έντονη. Βέβαια δεν πρέπει να αγνοηθεί η μεγάλη διαφορά που εμφανίζει στις απαιτούμενες προωθήσεις. Παρατηρώντας το Σχήμα 4.5(b) βλέπουμε ότι εμφανίζει από την αρχή, όπου δεν υπάρχει διαφορά απόδοσης, 18.08% λιγότερες προωθήσεις καταλήγοντας στη μέγιστη ταχύτητα να έχει διαφορά της τάξης του 25.03%. Μπορεί δηλαδή να υστερεί σχετικά με τον TDP όσο αυξάνεται η κινητικότητα, επιφέρει όμως αρκετά λιγότερη συμφόρηση στο δίκτυο υπερτερώντας αισθητά σε δίκτυα χαμηλής κινητικότητας. Ακόμη και ο TDP-CT έχει 5.88% λιγότερες προωθήσεις στη μέγιστη ταχύτητα χωρίς να χάνει καθόλου σε απόδοση. Την κατάσταση έρχεται να αλλάξει η χρήση του αλγορίθμου GSC-C. Βλέπουμε ότι για τον ίδιο αριθμό προωθήσεων, ο CTDP-CT, υπερτερεί σε απόδοση του TDP. Αυτό συμβαίνει διότι η χρήση του GSC-C τον κατευθύνει απευθείας στους κόμβους της κλάσης χωρίς παράλληλα να μειώνει τα διπλότυπα σε επιζήμιο βαθμό. Και ενώ ο TDP-CT εμφανίζει λιγότερες προωθήσεις, ο CTDP-CT έρχεται στα ίδια επίπεδα με τον TDP αφού πλέον παράγει μεγαλύτερα σύνολα προώθησης. Όμοια ο CTDP-ECT καταφέρνει να αυξήσει την απόδοσή του σε σχέση με τον TDP-ECT αφού πλέον προσεγγίζει απευθείας τους κόμβους της κλάσης. Αυτό φαίνεται και από το γεγονός ότι οι προωθήσεις των δύο αλγορίθμων αυτών είναι ακριβώς στα ίδια επίπεδα σε κάθε περίπτωση.

Το Σχήμα 4.5(f) έρχεται να επιβεβαιώσει ακριβώς όλα αυτά που αναφέρθηκαν παραπάνω. Βλέπουμε ότι οι αλγόριθμοι TDP και TDP-CT έχουν περίπου τα ίδια διπλότυπα, με τον TDP-CT να έχει ελαφρώς λιγότερα σε κάθε περίπτωση, γι' αυτό και δεν διαφέρουν καθόλου στην απόδοση. Ο TDP-ECT έχει αισθητά μειωμένο αριθμό διπλοτύπων (24% λιγότερα στη μέγιστη ταχύτητα) και γι' αυτό παρουσιάζει ελαφρώς μειωμένη απόδοση (2% περίπου). Αυτό όμως είναι και το πλεονέκτημά του. Σε ένα δίκτυο χαμηλής κινητικότητας εμφανίζει την ίδια απόδοση με τον TDP με αρκετά λιγότερες προωθήσεις. Το μειονέκτημα του TDP-ECT, αντιμετωπίζεται από τον αλγόριθμο CTDP-ECT. Κατευθύνοντας ο αλγόριθμος αυτός τις μεταδόσεις προς τους κόμβους της κλάσης κερδίζει σε αξιοπιστία ανεβάζοντας το ποσοστό επιτυχούς παράδοσης του, διατηρώντας όμως τα χαμηλά επίπεδα διπλοτύπων

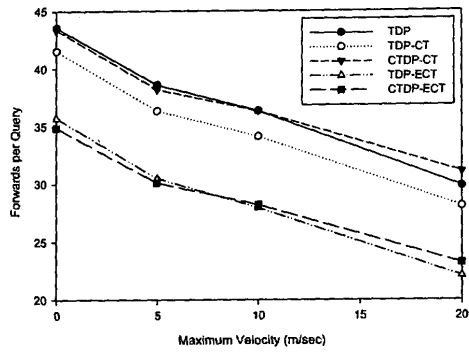
και συμφόρησης παρά το γεγονός ότι τα σύνολα προώθησης που παράγει είναι μεγαλύτερα. Το γεγονός αυτό είναι που εμφανίζει τον CTDP-CT να έχει ελαφρά μεγαλύτερο αριθμό διπλοτύπων από τον TDP.

Προχωρώντας και εξετάζοντας το Σχήμα 4.5(d) βλέπουμε ότι τα συμπεράσματά μας επικυρώνονται και εδώ με τη συνολική επιβάρυνση που επιφέρουν οι αλγόριθμοι στο δίκτυο να μειώνεται όσο αυξάνεται η κινητικότητα λόγω της μείωσης της αξιοπιστίας τους. Με την αύξηση της ταχύτητας όλο και περισσότεροι κόμβοι οι οποίοι θα έπρεπε να παραλαμβάνουν τα μηνύματα δεν τα παίρνουν με αποτέλεσμα να μειώνονται οι προωθήσεις και κατά συνέπεια και η επιπερόμενη από τους αλγόριθμους στο δίκτυο επιβάρυνση. Έτσι οι αλγόριθμοι TDP και TDP-CT εμφανίζουν ακριβώς την ίδια συμπεριφορά, ενώ ο CTDP-CT εμφανίζει λίγο πιο αυξημένη επιβάρυνση, για τους λόγους που αναφέρθηκαν, επιτυγχάνοντας όμως την υψηλότερη απόδοση από όλους. Οι πιο οικονομικοί αλγόριθμοι είναι μακράν οι TDP-ECT και CTDP-ECT αφού σε κάθε περίπτωση επιφέρουν μειωμένο κόστος στο δίκτυο τουλάχιστον κατά 23% λιγότερο σε σχέση με τον TDP. Η μετρική αυτή βέβαια, σχετίζεται και με το μέσο μέγεθος του μηνύματος (Σχήμα 4.5(c)). Στο διάγραμμα αυτό γενικότερα φαίνεται μια κάμψη από τα αρχικά επίπεδα για 5 m/sec και μια άνοδος στη συνέχεια μέχρι τα 20 m/sec. Αυτό εξηγείται από το γεγονός ότι με την έναρξη της κίνησης των κόμβων αρχίζουν και υπάρχουν κάποιες απώλειες. Αυτό έχει σαν αποτέλεσμα την αρχική μείωση του μέσου μεγέθους του μηνύματος. Τα μηνύματα, όσο αυξάνεται η ταχύτητα, παραδίδονται περισσότερο σε κοντινούς προορισμούς ενώ για μακρινές διαδρομές αυξάνονται οι απώλειες. Τα κοντινά μηνύματα όμως είναι μεγαλύτερα σε μέγεθος αφού οι κόμβοι που αφαιρούνται για να αποφασιστεί το σύνολο προώθησης είναι λιγότεροι. Το γεγονός αυτό συνδυαζόμενο και με τη διαπίστωση ότι η αύξηση της ταχύτητας έχει ως συνέπεια ο κόμβος να έρχεται, στη μονάδα του χρόνου, σε επαφή με περισσότερους κόμβους μεγαλώνοντας τις γειτονιές του, εξηγεί την σχετική αύξηση των μηνυμάτων. Γενικότερα οι αλγόριθμοι που προτείνονται χρησιμοποιούν μεγαλύτερα σε μέγεθος πακέτα αφού αφενός μεν προσθέτουν περισσότερες πληροφορίες στις κεφαλίδες με την τεχνική SFS, Σχήμα 3.3, και αφετέρου ανταλλάσσουν και την πληροφορία της κλάσης. Βέβαια οι αλγόριθμοι CTDP-ECT και CTDP-CT εμφανίζουν τα μεγαλύτερα μεγέθη πακέτων αφού δημιουργούν μεγαλύτερα σύνολα προώθησης. Γι' αυτό και οι αλγόριθμοι TDP-CT και TDP-ECT ακολουθούν αμέσως μετά με μικρότερα μεγέθη πακέτων. Ωστόσο το ελαφρά αυξημένο μέγεθος των πακέτων όπως είδαμε δεν επιφέρει περαιτέρω αύξηση της συμφόρησης και της οφειλόμενης στους αλγόριθμους επιβάρυνσης στο δίκτυο. Επιστέγασμα όλων αυτών αποτελεί το Σχήμα 4.5(e) όπου εμφανίζεται η μέση καθυστέρηση. Γενικότερα η μέση καθυστέρηση, με την αύξηση της κινητικότητας στο δίκτυο, παρουσιάζει μια μικρή αύξηση. Αυτό έχει να κάνει με την απώλεια των μηνυμάτων η οποία αυξάνει την πιθανότητα τα μηνύματα να μην παραδίδονται στους παραλήπτες μέσω των συντομότερων διαδρομών. Παρά ταύτα, όλοι οι προτεινόμενοι αλγόριθμοι εμφανίζουν σε κάθε περίπτωση τουλάχιστον κατά 10% μειωμένη καθυστέρηση από τον TDP. Αυτό επιτυγχάνεται τόσο με την έξυπνη μείωση των διπλοτύπων και των ανούσιων μεταδόσεων (μείωση συμφόρησης) από τους αλγόριθμους TDP-CT και TDP-ECT, όσο και από την κατεύθυνση των μεταδόσεων απ' ευθείας προς τους κόμβους κλάσης από τους CTDP-ECT

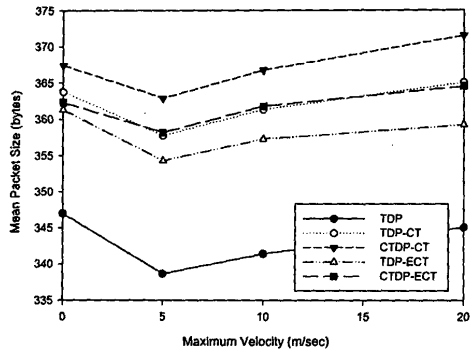




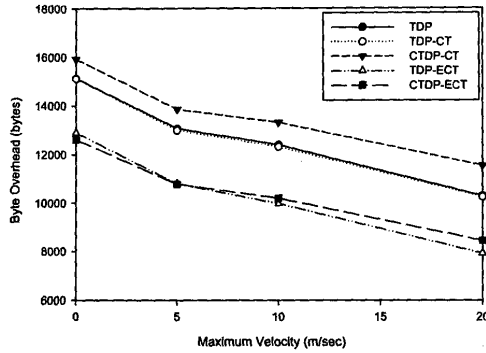
(a)



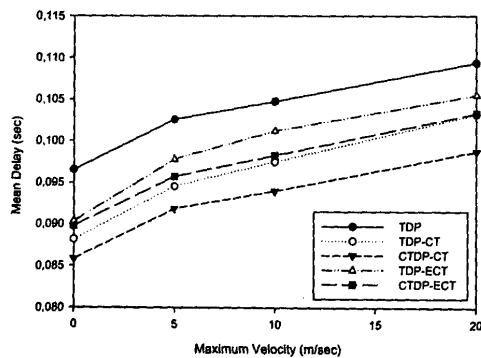
(b)



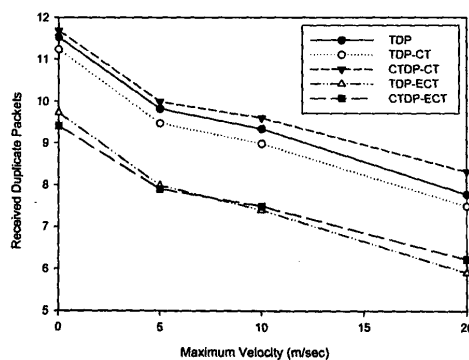
(c)



(d)



(e)



(f)

Σχήμα 4.5: Πείραμα 1: Απόδοση αλγορίθμων για μετ/νη κινητικότητα κόμβων για το μοντέλο RWP σε περιοχή $1000 \times 1000 m^2$.



και CTDP-CT.

Το πείραμα αυτό καταδεικνύει ότι οι νέοι αλγόριθμοι επιβαρύνουν το δίκτυο σε κάθε περίπτωση σε μικρότερο βαθμό από τον TDP. Μάλιστα κάποιοι από αυτούς παρουσιάζουν αρκετά μεγάλες μειώσεις στο επιφερόμενο στο δίκτυο φορτίο. Έτσι μπορούν να χρησιμοποιηθούν σε μέσης και χαμηλής κινητικότητας δίκτυα αφού είναι τουλάχιστον εξίσου αξιόπιστοι με τον TDP, ενώ είναι αρκετά αποδοτικότεροι. Στα υψηλής κινητικότητας δίκτυα υστερούν λίγο σε αξιοπιστία, όμως παραμένουν αρκετά αποδοτικότεροι. Αν η επιτυχία της παράδοσης των μηνυμάτων δεν είναι το πρώτο κριτήριο επιλογής, τότε σε κάθε περίπτωση οι προτεινόμενοι αλγόριθμοι μπορούν να εφαρμοστούν και σε τέτοια δίκτυα επιτυχώς.

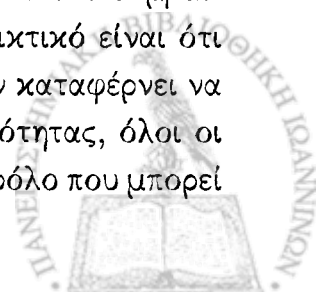
Πείραμα 2: Μεταβαλλόμενος Αριθμός Κόμβων

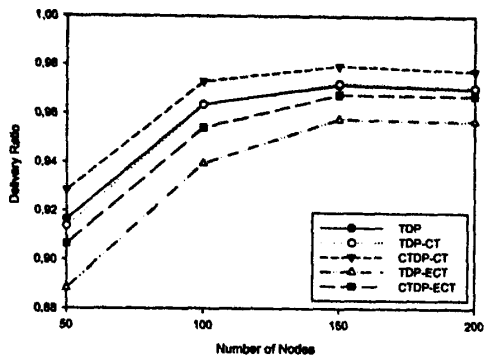
Στο δεύτερο πείραμα μεταβάλλεται ο αριθμός των κόμβων. Οι αλγόριθμοι δοκιμάστηκαν για διαφορετικά μεγέθη δικτύων 50, 100, 150 και 250 κόμβων αντίστοιχα, με τις υπόλοιπες παραμέτρους να έχουν τις προκαθορισμένες τιμές. Το πείραμα αυτό διεξήχθη προκειμένου να διερευνηθεί η συμπεριφορά των αλγορίθμων σε δίκτυα διαφορετικών πυκνοτήτων. Η περιοχή του δικτύου είναι σταθερή στα $1000 \times 1000 m^2$. Έτσι η αύξηση του αριθμού των κόμβων έχει σαν αποτέλεσμα το δίκτυο να πυκνώνει. Όσο πυκνότερο είναι το δίκτυο, τόσο μειώνεται η πιθανότητα εμφάνισης διαμερίσεων. Παράλληλα οι κόμβοι αποκτούν όλο και περισσότερους γείτονες με αποτέλεσμα την αύξηση του φόρτου στο δίκτυο καθώς και των συγκρούσεων λόγω της αύξησης του ανταγωνισμού για την απόκτηση του κοινού μέσου από τους κόμβους. Παρατηρώντας το Σχήμα 4.6(a) βλέπουμε ότι όσο αυξάνει ο αριθμός των κόμβων τα ποσοστά επιτυχίας παράδοσης γενικά αυξάνονται. Αυτό οφείλεται στο γεγονός ότι μειώνονται οι αποστάσεις μεταξύ των κόμβων καθώς και οι πιθανές διαμερίσεις. Επιπρόσθετα μειώνονται οι διαδρομές που ακολουθούν τα μηνύματα αφού πλέον κάθε κόμβος έχει όλο και περισσότερους κόμβους εντός της εμβέλειάς του. Οι αλγόριθμοι TDP και TDP-CT παρουσιάζουν ακριβώς την ίδια συμπεριφορά για όλα τα μεγέθη δικτύων. Αυτό είναι λογικό αφού ο TDP-CT καταφέρνει και διακόπτει μόνο τις πραγματικά ανούσιες μεταδόσεις χωρίς να μειώνει σε μεγάλο βαθμό τα διπλότυπα πακέτα. Από την άλλη ο TDP-ECT βλέπουμε ότι για 50 κόμβους εμφανίζει μειωμένη απόδοση κατά 3 μονάδες σε σχέση με τον TDP. Αυτό οφείλεται στο γεγονός ότι μειώνει κατά πολύ τον αριθμό των διπλοτύπων ενώ οι διαδρομές που απαιτείται να ακολουθούν τα μηνύματα σε τέτοια δίκτυα είναι μεγαλύτερες, με αποτέλεσμα να συμβαίνουν περισσότερα σφάλματα στην πορεία τους. Το γεγονός αυτό εξομαλύνεται όσο αυξάνεται ο αριθμός των κόμβων, όπως φαίνεται στο διάγραμμα, με αποτέλεσμα τελικά η διαφορά απόδοσης να μειώνεται στην 1,5 μονάδα. Αυτό συμβαίνει διότι όσο το δίκτυο να πυκνώνει, τα διπλότυπα τα οποία μειώνει δραστικά ο TDP-ECT επηρεάζουν όλο και λιγότερο το δίκτυο λόγω των μικρότερων διαδρομών και της υψηλής συνδεσιμότητας. Ο CTDP-CT εμφανίζει και πάλι την υψηλότερη απόδοση σε σχέση με όλους, αφού καταφέρνει να κατευθυνθεί προς τους κόμβους της κλάσης κάνοντας σωστή χρήση της πληροφορίας της κλάσης. Αρκετά εντυπωσιακή είναι η προσέγγιση που καταφέρνει ο CTDP-ECT. Όσο αυξάνεται ο αριθμός των κόμβων πλησιάζει συνεχώς τον

TDP, με αποτέλεσμα από ένα σημείο και μετά να είναι πρακτικά ίδιοι. Αυτό, ενώ όπως θα δούμε στο Σχήμα 4.6(b) παρουσιάζει αρκετά λιγότερες προωθήσεις. Η επιτυχία που σημειώνει ο αλγόριθμος αυτός οφείλεται στο γεγονός ότι όσο αυξάνεται η πυκνότητα στο δίκτυο, τόσο περισσότεροι είναι οι εσωτερικοί κόμβοι όπως ορίστηκαν στην ενότητα 3.3.2. Με την αύξηση της πυκνότητας, η εμφάνιση τέτοιων κόμβων είναι όλο και συχνότερη λόγω της υψηλής συνδεσιμότητας των κόμβων. Έτσι οι μεταδόσεις αυτές σταματούν, αφού δεν είναι απαραίτητες, χωρίς παράλληλα να επηρεάζεται η αξιοπιστία του αλγόριθμου.

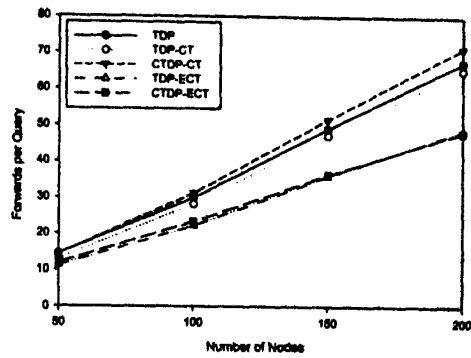
Ακολουθώντας το Σχήμα 4.6(b) παρουσιάζει τον αριθμό των προωθήσεων για κάθε αλγόριθμο. Γενικά με την αύξηση του αριθμού των κόμβων αυξάνεται ο αριθμός των προωθήσεων. Αυτό συμβαίνει λόγω των περισσότερων γειτόνων που έχουν πλέον οι κόμβοι. Έτσι επέρχεται και η αυξημένη επιτυχής παράδοση των μηνυμάτων. Ενώ όλοι οι αλγόριθμοι παρουσιάζουν πρακτικά τον ίδιο αριθμό προωθήσεων για μικρό αριθμό κόμβων, όσο αυτός αυξάνεται αρχίζουν και επέρχονται διαφορές. Όπως αναλύθηκε πιο πριν οι TDP και TDP-CT παρουσιάζουν ακριβώς την ίδια συμπεριφορά, ενώ ο CTDP-CT έχοντας την υψηλότερη απόδοση παρουσιάζει εύλογα τις περισσότερες προωθήσεις από όλους τους αλγόριθμους, ελάχιστα όμως παραπάνω από τον TDP (5% για 200 κόμβους). Τις μεγάλες διαφορές παρουσιάζουν οι αλγόριθμοι TDP-ECT και CTDP-ECT που ενώ ξεκινούν με σχεδόν τον ίδιο αριθμό προωθήσεων, καταλήγουν να έχουν διαφορά της τάξης του 28.5%. Αυτό ενώ ο αλγόριθμος CTDP-ECT καταφέρνει από τους 150 κόμβους και μετά να είναι πρακτικά ίδιος σε απόδοση με τον TDP. Η αποδοτικότητα του μηχανισμού προσέγγισης των κόμβων κλάσης είναι εμφανής με το αντίκτυπο του να είναι όλο και πιο σημαντικό όσο πυκνώνει το δίκτυο. Κατά συνέπεια η συνολική επιβάρυνση στο δίκτυο είναι πολύ μικρότερη, όπως φαίνεται και από το Σχήμα 4.6(d). Η συνολική επιβάρυνση από τον αλγόριθμο αυτό, αλλά και από τον TDP-ECT, είναι 26% μικρότερη από τον TDP για 200 κόμβους. Οι υπόλοιποι αλγόριθμοι ακολουθούν την ίδια συμπεριφορά που αναλύθηκε και προηγουμένως. Η συμπεριφορά αυτή είναι αναμενόμενη αν εξετάσουμε και το Σχήμα 4.6(f). Ο αριθμός των διπλότυπων πακέτων βλέπουμε ότι για τον αλγόριθμο CTDP-CT είναι ελαφρώς αυξημένος σε σχέση με τον TDP εξαιτίας του αυξημένου αριθμού προωθήσεων που επιτυγχάνει και έχει ως συνέπεια την αύξηση στο ποσοστό επιτυχούς παράδοσης μηνυμάτων. Ο CTDP-ECT από την άλλη, μειώνει κατα πολύ τα διπλότυπα (26%) ενώ τα ποσοστά επιτυχίας του είναι αρκετά υψηλά και πρακτικά ίδια με τον TDP.

Το Σχήμα 4.6(e) εμφανίζει τον μέσο χρόνο καθυστέρησης των μηνυμάτων. Γενικά η αύξηση του αριθμού των κόμβων έχει σαν αποτέλεσμα την μείωση του χρόνου καθυστέρησης επικοινωνίας αφού πλέον η συνδεσιμότητα των κόμβων είναι μεγαλύτερη με τις μέγιστες διαδρομές να μειώνονται. Παρόλα αυτά, βλέπουμε ότι όλοι οι αλγόριθμοι για αραιά δίκτυα (50, 100 κόμβους) παρουσιάζουν ήδη χαμηλότερη καθυστέρηση από τον TDP. Αυτό συμβαίνει διότι όλοι καταφέρνουν να μειώσουν την συμφόρηση στο δίκτυο. Ενδεικτικό είναι ότι και ο CTDP-CT που εμφανίζει τα μεγαλύτερα ποσοστά παράδοσης πακέτων καταφέρνει να είναι 8% πιο γρήγορος από τον TDP. Παράλληλα με την αύξηση της πυκνότητας, όλοι οι κόμβοι μειώνουν την καθυστέρηση στο δίκτυο. Εδώ μπορούμε να δούμε τον ρόλο που μπορεί

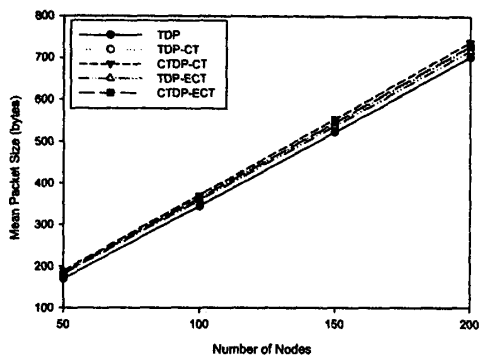




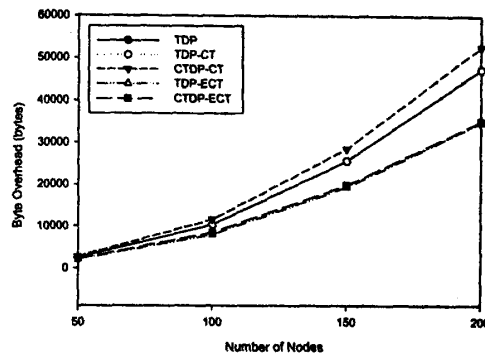
(a)



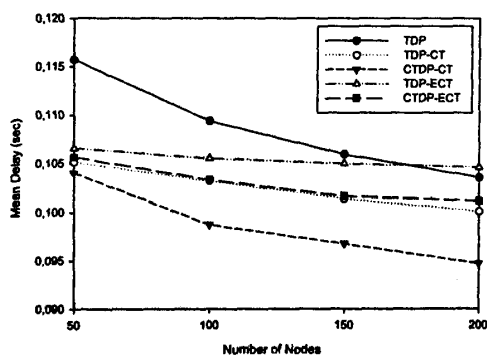
(b)



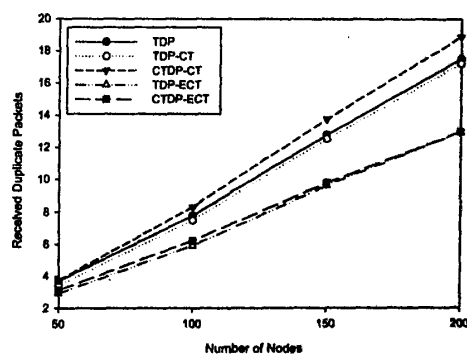
(c)



(d)



(e)



(f)

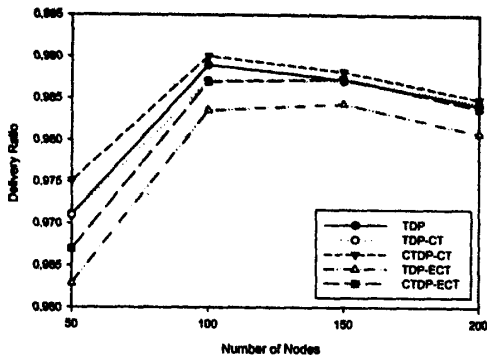
Σχήμα 4.6: Πείραμα 2: Απόδοση αλγορίθμων για μετ/νο αριθμό κόμβων για το μοντέλο RWP σε περιοχή $1000 \times 1000 m^2$.



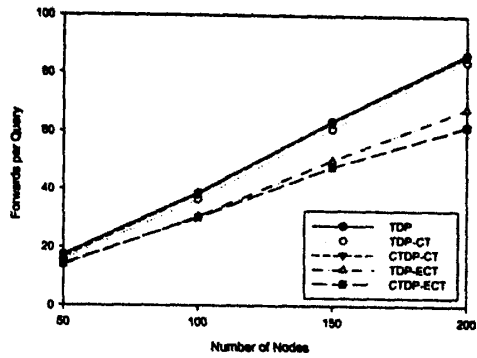
να παίζει η συμφόρηση στην απόδοση ενός αλγορίθμου. Αν παρατηρήσουμε τους TDP και TDP-CT βλέπουμε ότι με το κριτήριο τερματισμού που εφαρμόζει ο δεύτερος, ενώ οι δύο αλγόριθμοι έχουν παρόμοια συμπεριφορά, καταφέρνει να είναι πάντα πιο γρήγορος με τη διαφορά για αραιά δίκτυα να είναι στο 9,1%. Το συγκεκριμένο σχήμα όμως μας δείχνει ξεκάθαρα και την αποδοτικότητα του μηχανισμού GSC-C, αφού οι αλγόριθμοι που τον χρησιμοποιούν κατευθύνονται κατευθείαν στους κόμβους κλάσης μειώνοντας το συνολικό χρόνο καθυστέρησης. Την μεγαλύτερη μείωση σε κάθε περίπτωση παρουσιάζει ο CTDP-CT ο οποίος είναι και ο πιο επιτυχής στην εξυπηρέτηση των μηνυμάτων από όλους. Και ο CTDP-ECT όμως είναι γρηγορότερος στην παράδοση των μηνυμάτων κατά 9% σε αραιά δίκτυα και κατά 3% σε πυκνά, όντας παράλληλα αρκετά πιο αποδοτικός από τον TDP. Τέλος στο Σχήμα 4.6(c), φαίνεται ότι οι προτεινόμενοι αλγόριθμοι έχουν μεγαλύτερο μέσο μέγεθος πακέτου σε σχέση με τον TDP, λόγω των πληροφοριών που προσθέτουν στην κεφαλίδα. Η γραμμική αύξηση η οποία είναι κοινή για όλους τους αλγόριθμους συναρτίζει της αύξησης του αριθμού των κόμβων, έχει να κάνει με το γεγονός ότι η υψηλή συνδεσιμότητα τους επιφέρει μεγαλύτερο όγκο πληροφοριών στις κεφαλίδες, αφού οι γειτονιές που προστίθενται σε αυτές μεγαλώνουν συνεχώς.

Πείραμα 2: Μεταβαλλόμενος Αριθμός Κόμβων για Χαμηλή Κινητικότητα (5 m/sec)

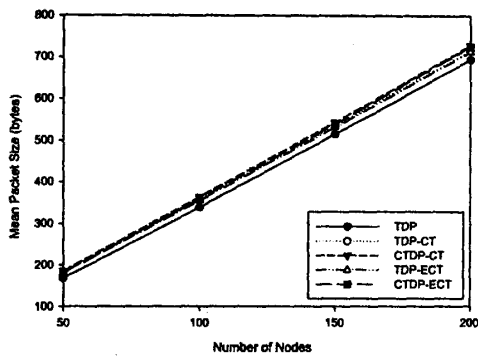
Το πείραμα αυτό είναι το ίδιο με το προηγούμενο, μόνο που η κινητικότητα των κόμβων είναι πλέον χαμηλή (5 m/sec). Αυτό έγινε για να διαπιστωθεί η επίδραση της μεταβολής του πληθυσμού των κόμβων και σε δίκτυα χαμηλής κινητικότητας. Γενικά η χαμηλή κινητικότητα έχει ως αποτέλεσμα την μεγαλύτερη αποτελεσματικότητα των αλγορίθμων αφού οι γειτονιές των κόμβων αλλάζουν με πιο αργό ρυθμό, με συνέπεια οι πληροφορίες τις οποίες διαθέτουν να είναι σε μεγαλύτερο βαθμό έγκυρες και τα σύνολα προώθησης που παράγονται να είναι πιο σωστά. Η συμπεριφορά των αλγορίθμων είναι, σε κάθε περίπτωση, ποιοτικά όμοια με αυτή για υψηλή κινητικότητα για όλα τα διαγράμματα. Αυτό όμως που γίνεται άμεσα αντιληπτό είναι ότι οι αλγόριθμοι που χρησιμοποιούν το ενισχυμένο κριτήριο τερματισμού (TDP-ECT, CTDP-ECT) επηρεάζονται αισθητά λιγότερο, αφού με την χαμηλή κινητικότητα οι αστοχίες τους είναι πολύ λιγότερες. Παρατηρώντας το Σχήμα 4.7(a), βλέπουμε ότι όλοι οι αλγόριθμοι έχουν πολύ υψηλά ποσοστά επιτυχών παραδόσεων για κάθε περίπτωση και βρίσκονται πολύ κοντά μεταξύ τους για τους λόγους που προαναφέρθηκαν. Στο διάγραμμα αυτό όμως βλέπουμε ότι παρατηρείται μια έντονη άνοδος, δοθείσης της κλίμακας πάντα, από τους 50 στους 100 κόμβους και ακολουθεί μια σχετική κάθοδος μέχρι τους 200. Το φαινόμενο αυτό εξηγείται ως εξής. Λόγω της χαμηλής κινητικότητας και τις αργής μεταβολής της τοπολογίας οι γειτονιές των κόμβων αλλάζουν αργά. Στους 50 κόμβους το δίκτυο είναι σχετικά αραιό και η συμφόρηση είναι ανεκτή από το δίκτυο. Πηγαίνοντας στους 100 κόμβους το δίκτυο πυκνώνει, ανεβαίνουν τα ποσοστά επιτυχίας, ανεβαίνει όμως και η συμφόρηση η οποία έρχεται σε οριακό σημείο με το εύρος του κοινού μέσου να εξαντλείται. Η περαιτέρω αύξηση των κόμβων από εκεί και πέρα έχει σαν αποτέλεσμα την αύξηση περαιτέρω της συμφόρησης. Με το εύρος του



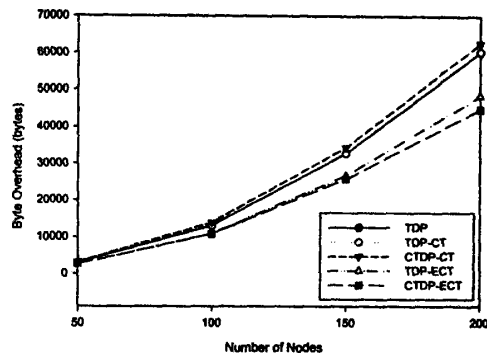
(a)



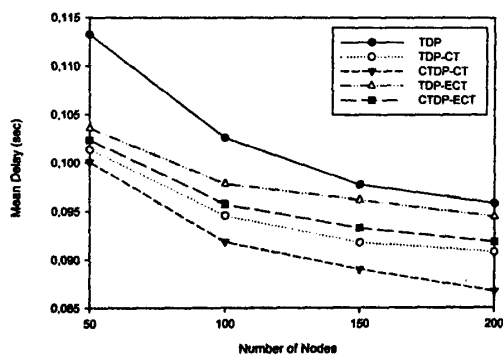
(b)



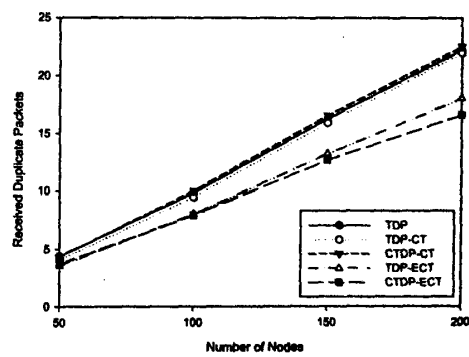
(c)



(d)



(e)



(f)

Σχήμα 4.7: Πείραμα 2 (χαμηλή κινητικότητα - 5 m/sec): Απόδοση αλγορίθμων για μετ/νο αριθμό κόμβων για το μοντέλο RWP σε περιοχή 1000x1000m².



κοινού μέσου να έχει εξαντληθεί, οι συγκρούσεις των πακέτων και οι απώλειες είναι πλέον πολλές με αποτέλεσμα να επηρεάζουν άμεσα τα ποσοστά επιτυχίας. Γι' αυτό άλλωστε την συμπεριφορά αυτή επιδεικνύουν όλοι οι αλγόριθμοι. Τα υπόλοιπα διαγράμματα εμφανίζονται να είναι εντελώς όμοια με τα αντίστοιχα για υψηλή κινητικότητα.

Συμπερασματικά, παρατηρούμε ότι οι καινούριοι αλγόριθμοι είναι αποδοτικότεροι και πρακτικά το ίδιο αξιόπιστοι στην πλειοψηφία τους με τον TDP, ιδιαίτερα σε δίκτυα χαμηλής κινητικότητας. Επιφέρουν μειωμένο κόστος, παρά την μεγάλη αύξηση του πληθυσμού των κόμβων με όλες τις συνέπειές που αυτή έχει. Συνεπώς παρουσιάζουν καλές ιδιότητες κλιμάκωσης και μπορούν να εφαρμοστούν με επιτυχία ακόμη και σε πολύ πυκνά δίκτυα, στα οποία εμφανίζουν και αρκετά μεγαλύτερη αποδοτικότητα σε σχέση με τον TDP.

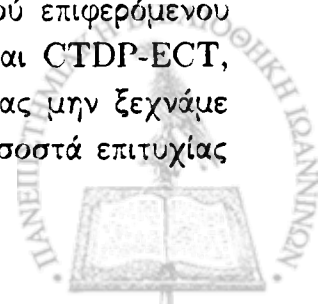
Πείραμα 3: Μεταβαλλόμενη Ακτίνα Εμβέλειας

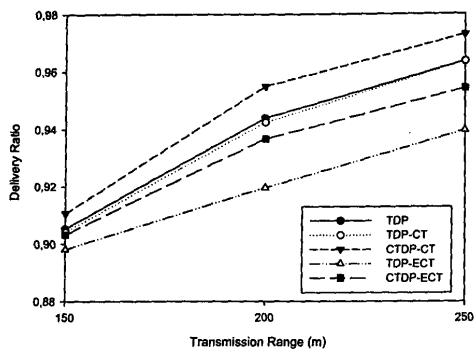
Η μεταβολή της ακτίνας εμβέλειας σε ένα σταθερό από άποψη πληθυσμού δίκτυο MANET, έχει ως αποτέλεσμα την μεταβολή κυρίως του μήκους των μεγίστων διαδρομών που τα μηνύματα πρέπει να ακολουθήσουν προκειμένου να παραδοθούν στους παραλήπτες τους. Στο συγκεκριμένο πείραμα η ακτίνα παίρνει τις τιμές 150, 200 και 250 μέτρα. Παρατηρώντας το Σχήμα 4.8(a), παρατηρούμε γενικά ότι η αύξηση της ακτίνας εμβέλειας έχει ως αποτέλεσμα όλοι οι αλγόριθμοι να αυξάνουν τα ποσοστά επιτυχούς παράδοσής τους. Αυτό συμβαίνει διότι για μικρή ακτίνα (150 m) ο αριθμός των γειτόνων ανά κόμβο είναι σχετικά μικρός με αποτέλεσμα περισσότερες προωθήσεις και μεγαλύτερες σε μήκος διαδρομές. Αυτό όμως έχει σαν αποτέλεσμα να αυξάνεται η πιθανότητα να παρουσιαστεί κάποια απώλεια στην πορεία των μηνυμάτων. Με την αύξηση της ακτίνας εμβέλειας, οι κόμβοι αποκτούν γνώση από μεγαλύτερο κομμάτι του δικτύου με αποτέλεσμα να αυξάνονται οι γείτονες και να μειώνονται οι διαδρομές και οι προωθήσεις των μηνυμάτων. Έτσι μειώνονται οι απώλειες και τα ποσοστά επιτυχούς παράδοσης ανεβαίνουν. Συνεπώς, το συγκεκριμένο πείραμα καταδεικνύει την επίδραση του μήκους των διαδρομών στη λειτουργία των αλγορίθμων. Και πάλι οι αλγόριθμοι TDP και TDP-CT παρουσιάζουν τα ίδια ποσοστά επιτυχίας σε κάθε περίπτωση. Το κριτήριο τερματισμού που εφαρμόζει ο δεύτερος αλγόριθμος δεν επηρεάζει καθόλου την αποδοτικότητά του, ενώ μάλιστα τον καθιστά και πιο οικονομικό από άποψη αναμεταδόσεων όπως θα δούμε. Ο TDP-ECT βλέπουμε ότι και πάλι παρουσιάζει το χαμηλότερο ποσοστό επιτυχίας από όλους τους αλγορίθμους, χωρίς όμως μεγάλες διαφορές από τον TDP (2,3%). Αυτό συμβαίνει επειδή διακόπτει την αναμετάδοση των μηνυμάτων στους λεγόμενους εσωτερικούς κόμβους, οι οποίοι όμως είναι πιθανό λόγω της αυξημένης κινητικότητας (20 m/sec) να οδηγούν σε περιοχές που βρίσκονται και άλλοι κόμβοι της κλάσης. Επίσης μειώνει αρκετά τα διπλότυπα, πράγμα το οποίο συμβάλλει στο φαινόμενο αφού, όπως ειπώθηκε, η αύξηση της εμβέλειας επιφέρει και επιπρόσθετο φόρτο στο δίκτυο με αποτέλεσμα την συμφόρηση του κοινού μέσου και την αύξηση των συγκρούσεων. Έχοντας λιγότερα διπλότυπα ο αλγόριθμος αυτός μειονεκτεί ελαφρά σε σχέση με τους άλλους. Παρόλα αυτά είναι ο πιο οικονομικός. Το μειονέκτημα που παρουσιάζει αντισταθμίζεται από τον αλγόριθμο CTDP-ECT. Ο αλγόριθμος αυτός κατευθύνεται κατευθείαν στους κόμβους

της κλάσης με αποτέλεσμα να σημειώνει καλύτερα ποσοστά απόδοσης προσεγγίζοντας τον TDP (0,9% διαφορά), ενώ παράλληλα είναι αρκετά πιο οικονομικός από την άποψη της επιβάρυνσης που επιφέρει στο δίκτυο. Παρόμοια ο CTDP-CT καταφέρνει να υπερτερεί του TDP σε κάθε περίπτωση χρησιμοποιώντας την ίδια μέθοδο. Κατευθυνόμενος απευθείας προς τους κόμβους της κλάσης και χωρίς να κινδυνεύει να σταματήσει κάποιον κόμβο δίοδο καταφέρνει να έχει αυξημένη απόδοση, έχοντας όμως αυξημένο αριθμό προωθήσεων και επιφέροντας σχετικά μεγαλύτερη επιβάρυνση στο δίκτυο.

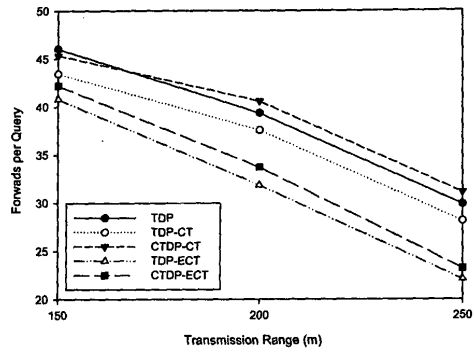
Τα παραπάνω αποτυπώνονται στο Σχήμα 4.8(b). Η γενικότερη μείωση των προωθήσεων για όλους τους αλγόριθμους οφείλεται στη μείωση του μέσου μήκους επικοινωνίας και εν μέρει και στην αύξηση της συμφόρησης επειδή το δίκτυο πυκνώνει με τους κόμβους να έχουν εντός εμβέλειας όλο και μεγαλύτερο αριθμό κόμβων. Είναι φανερό ότι το ενισχυμένο κριτήριο τερματισμού που εφαρμόζουν οι αλγόριθμοι TDP-ECT και CTDP-ECT τους καθιστά τους πιο αποδοτικούς αφού εμφανίζουν τον χαμηλότερο αριθμό προωθήσεων από τους υπόλοιπους με διαφορά 22% περίπου από τον TDP στην μέγιστη ακτίνα (250 m). Αυτό όμως, όπως αναλύθηκε, δεν τους επηρεάζει δραματικά στην ορθή παράδοση των μηνυμάτων αφού ο CTDP-ECT φτάνει, με πολύ μικρή διαφορά, την αξιοπιστία του TDP βελτιώνοντας τον TDP-ECT ο οποίος υστερεί λίγο περισσότερο. Ο TDP-CT φαίνεται ότι είναι οικονομικότερος από τον TDP, αφού διατηρεί σταθερά 4% χαμηλότερο αριθμό προωθήσεων. Από τη άλλη, ο αλγόριθμος CTDP-CT καταφέρνει να έχει σχεδόν τον ίδιο αριθμό προωθήσεων με τον TDP, επιτυγχάνοντας όμως υψηλότερα ποσοστά παράδοσης μηνυμάτων. Η γενικότερη καθοδική τάση που παρατηρείται σε όλους τους αλγόριθμους με την αύξηση της εμβέλειας, οφείλεται στη αύξηση του αριθμού των γειτόνων σε κάθε κόμβο. Τα μηνύματα πλέον διανύουν μικρότερες διαδρομές με αποτέλεσμα λιγότερες προωθήσεις.

Το αποτέλεσμα του αριθμού των προωθήσεων σε κάθε κόμβο φαίνεται στα διαγράμματα 4.8(d) και 4.8(f). Το Σχήμα 4.8(d) απεικονίζει τη γενικότερη επιβάρυνση (Byte Overhead) που επιφέρουν οι αλγόριθμοι στο δίκτυο. Βλέπουμε ότι όλοι οι αλγόριθμοι παρουσιάζουν μία άνοδο στην επιβάρυνση που επιφέρουν με την αύξηση της εμβέλειας από τα 150 στα 200 μέτρα, ενώ στη συνέχεια μια σχετική πτώση. Αυτό συμβαίνει διότι αλλάζει το μήκος των διαδρομών και η συνδεσιμότητα των κόμβων. Τα μηνύματα των κοντινών αποστάσεων είναι πάντοτε μεγαλύτερα σε μέγεθος από αυτά που διανύουν μεγαλύτερες διαδρομές. Αυτό φαίνεται και στο Σχήμα 4.8(c). Ενώ οι προτεινόμενοι αλγόριθμοι έχουν σχετικά μεγαλύτερο μέγεθος πακέτου από τον TDP, λόγω των πληροφοριών που προσθέτουν στις κεφαλίδες των μηνυμάτων, η τάση είναι ανοδική για όλους με την αύξηση της εμβέλειας. Αυτό συμβαίνει διότι οι κόμβοι οι οποίοι αφαιρούνται κατά τις πράξεις των συνόλων στην εκκίνηση είναι πολύ λιγότεροι. Έτσι για εμβέλεια 150 μέτρα τα πακέτα ταξιδεύουν 2 - 3 άλματα, ενώ στα 250 μέτρα 1 έως 2. Αυτό το γεγονός καθώς και η πτώση του αριθμού των προωθήσεων έχει ως αποτέλεσμα τη μείωση του συνολικού επιφερόμενου φόρτου στο δίκτυο με πιο αποδοτικούς τους αλγόριθμους TDP-ECT και CTDP-ECT, όπως αναμενόταν. Την μεγαλύτερη επιβάρυνση επιφέρει ο CTDP-CT, ως μην ξεχνάμε όμως ότι είναι ο πιο αξιόπιστος αλγόριθμος αφού έχει τα υψηλότερα ποσοστά επιτυχίας

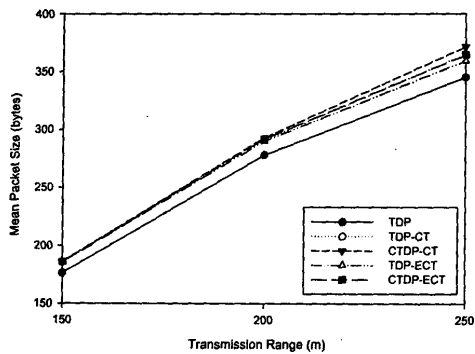




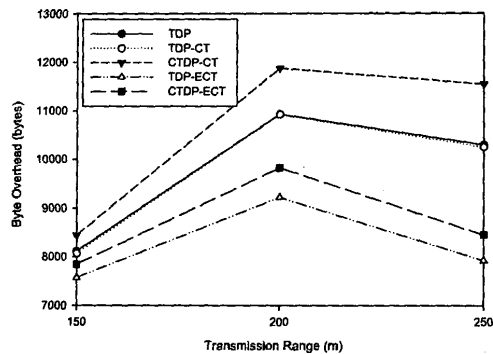
(a)



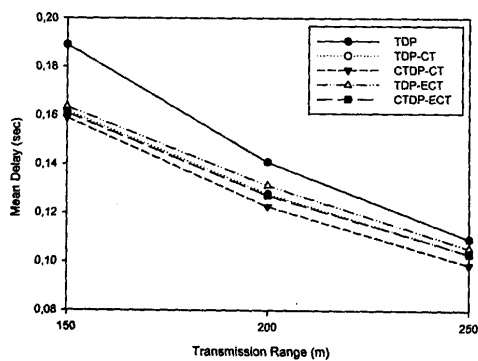
(b)



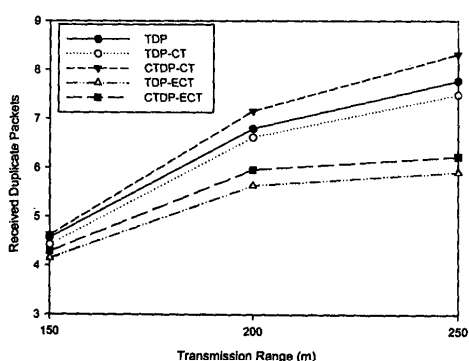
(c)



(d)



(e)



(f)

Σχήμα 4.8: Πείραμα 3: Απόδοση αλγορίθμων για μετ/νη ακτίνα εμβέλειας για το μοντέλο RWP σε περιοχή $1000 \times 1000 m^2$.



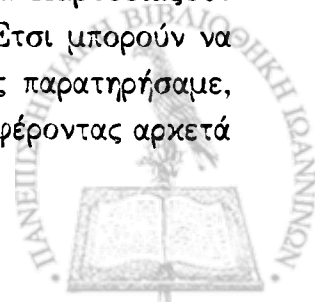
από όλους. Ακριβώς οι ίδιες συμπεριφορές αποτυπώνονται και στο Σχήμα 4.8(f). Ο αριθμός των διπλοτύπων αυξάνεται για όλους τους αλγόριθμους όσο αυξάνεται η εμβέλεια. Προφανώς αυτό συμβαίνει λόγω της μεγαλύτερης συνδεσιμότητας των κόμβων που έχει σαν αποτέλεσμα να παράγονται μεγαλύτερα σύνολα προώθησης. Έτσι τα διπλότυπα αυξάνονται. Τα λιγότερα εμφανίζουν οι αλγόριθμοι TDP-ECT και CTDP-ECT, κατά 24% περίπου σε σχέση με τον TDP για εμβέλεια 250 μέτρα. Αυτό αποτυπώνει τόσο τις μειωμένες προωθήσεις, όσο και γενικότερα τη μειωμένη επιβάρυνση που επιφέρουν στο δίκτυο. Παράλληλα αποδεικνύεται η ισχύς των κριτηρίων τερματισμού που εφαρμόζουν, αφού παρατηρώντας και τον TDP-CT που εφαρμόζει πιο ήπιο κριτήριο τερματισμού, βλέπουμε ότι εμφανίζει μικρότερη μείωση. Η μείωση των διπλοτύπων επηρεάζει την αξιοπιστία τους, όχι όμως δραστικά αφού καταφέρνουν τελικά να προσεγγίσουν την απόδοση του TDP, με μικρότερο πάντα κόστος. Το γεγονός αυτό μπορεί να διαπιστωθεί και στο Σχήμα 4.8(e), αφού όλοι οι προτεινόμενοι αλγόριθμοι παρουσιάζουν μειωμένη καθυστέρηση σε σχέση με τον TDP. Γενικότερα η μείωση της καθυστέρησης οφείλεται στη μείωση του μήκους των διαδρομών. Η μικρές διαφορές που βλέπουμε, μπορούν να αιτιολογηθούν από τον κορεσμό ο οποίος επέρχεται στο κοινό μέσο αφού όλο και περισσότεροι κόμβοι βρίσκονται εντός εμβέλειας για οποιονδήποτε κόμβο. Έτσι αυξάνονται οι συγκρούσεις. Αυτός είναι και ο λόγος που παρά την αύξηση της εμβέλειας, η μείωση της καθυστέρησης δεν είναι τόσο δραστηκή.

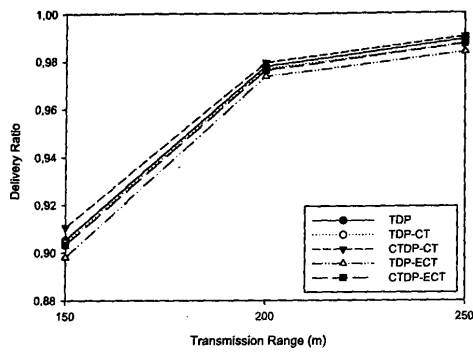
Μετά από όλα αυτά είναι φανερό ότι η μεταβολή της εμβέλειας δεν επηρεάζει αρνητικά τους αλγόριθμους που προτείνονται. Παρουσιάζουν γενικότερα μια συνεπή συμπεριφορά σύμφωνη με τις προβλέψεις μας. Έτσι μπορούν να χρησιμοποιηθούν τόσο σε πυκνά όσο και σε αραιά δίκτυα, αν και όπως παρατηρήσαμε, στην πλειοψηφία τους, στα πυκνά δίκτυα είναι αρκετά πιο οικονομικοί επιφέροντας αρκετά μειωμένο φόρτο στο δίκτυο σε σχέση με τον TDP.

Πείραμα 3: Μεταβαλλόμενη Ακτίνα Εμβέλειας για Χαμηλή Κινητικότητα (5 m/sec)

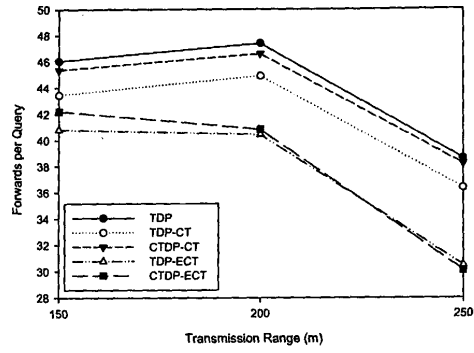
Όπως και το προηγούμενο πείραμα, και αυτό επαναλήφθηκε για χαμηλή κινητικότητα. Και πάλι η γενικότερη συμπεριφορά των αλγόριθμων είναι ποιοτικά όμοια με αυτή για υψηλή κινητικότητα. Βέβαια η χαμηλή ταχύτητα έχει σαν αποτέλεσμα γενικά υψηλότερα ποσοστά παράδοσης όσο μεγαλώνει η εμβέλεια των κόμβων, με τους αλγόριθμους να είναι πολύ κοντά σε αξιοπιστία ο ένας με τον άλλο (Σχήμα 4.9(a)). Αυτό όμως καταδεικνύει το γεγονός ότι σε τέτοια δίκτυα οι προτεινόμενοι αλγόριθμοι δεν υστερούν καθόλου σε σχέση με τον TDP, σε σχέση με τα δίκτυα υψηλής κινητικότητας, και μάλιστα είναι αρκετά αποδοτικότεροι όπως φαίνεται και στα Σχήματα 4.9(b) και 4.9(d).

Μετά από όλα αυτά είναι φανερό ότι η μεταβολή της εμβέλειας δεν επηρεάζει αρνητικά τους αλγόριθμους που προτείνονται είτε σε χαμηλή, είτε σε υψηλή κινητικότητα. Παρουσιάζουν γενικότερα μια συνεπή συμπεριφορά σύμφωνη με τις προβλέψεις μας. Έτσι μπορούν να χρησιμοποιηθούν τόσο σε πυκνά όσο και σε αραιά δίκτυα, αν και όπως παρατηρήσαμε, στην πλειοψηφία τους, στα πυκνά δίκτυα είναι αρκετά πιο οικονομικοί επιφέροντας αρκετά μειωμένο φόρτο στο δίκτυο σε σχέση με τον TDP.

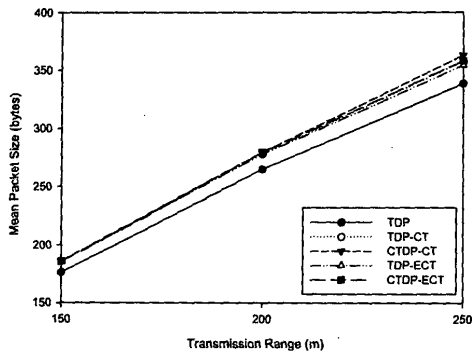




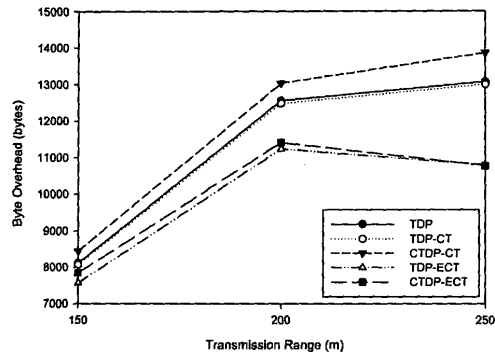
(a)



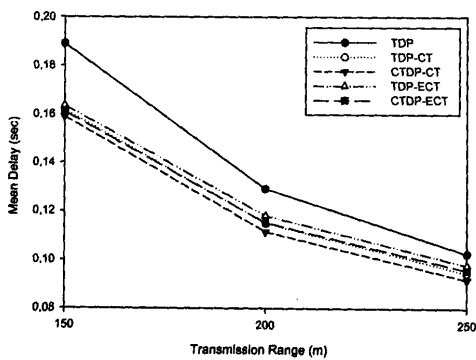
(b)



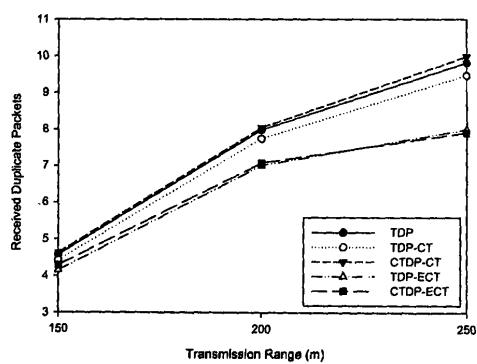
(c)



(d)



(e)



(f)

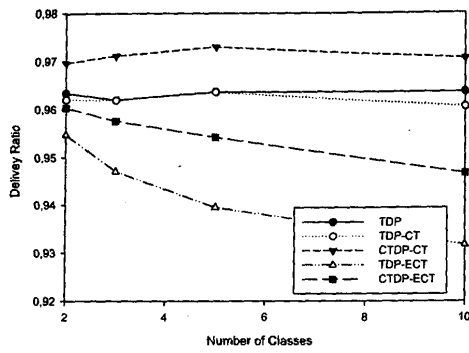
Σχήμα 4.9: Πείραμα 3 (χαμηλή κινητικότητα - 5 m/sec): Απόδοση αλγορίθμων για μετ/νη ακτίνα εμβέλειας για το μοντέλο RWP σε περιοχή 1000x1000m².



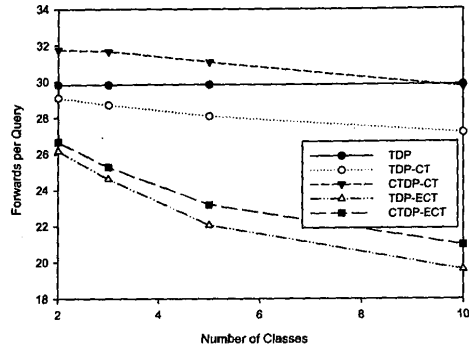
Πείραμα 4: Μεταβαλλόμενος Αριθμός Κλάσεων

Το επόμενο πείραμα που διεξήχθηκε ήταν αυτό της μεταβολής του αριθμού των κλάσεων. Ελέγχθηκε η συμπεριφορά των αλγορίθμων για 2,3,5 και 10 κλάσεις σε ένα δίκτυο 100 κόμβων. Όπως προαναφέρθηκε, η αύξηση του αριθμού των κλάσεων σε ένα δίκτυο έχει ως αποτέλεσμα τον κατακερματισμό του σε όλο και μικρότερες ομάδες. Ο πληθυσμός των κόμβων ανά κλάση επηρεάζει σημαντικά τις μετρικές μας, όπως θα αναλυθεί. Το συγκεκριμένο πείραμα μπορούμε να πούμε ότι ελέγχει την ικανότητα οριζόντιας κλιμάκωσης (αύξηση του αριθμού των κλάσεων - μείωση των μελών ανά κλάση) και τον αντίκτυπο της. Αρχικά πρέπει να αναφέρουμε ότι ο TDP σε όλα τα γραφήματα του συγκεκριμένου πειράματος παρουσιάζει σταθερή συμπεριφορά αφού δεν επηρεάζεται καθόλου από την κλάση. Ξεκινώντας από το Σχήμα 4.10(a) παρατηρούμε, όπως αναφέραμε, ότι τόσο ο TDP, όσο και ο TDP-CT, παρουσιάζουν την ίδια σταθερή συμπεριφορά. Αυτό είναι εύλογο, αφού ο TDP-CT το μόνο που κάνει είναι να σταματά τις πραγματικά ανούσιες μεταδόσεις για έναν κόμβο χωρίς να επηρεάζεται από τον αριθμό των κλάσεων. Περισσότερο από όλους τους αλγορίθμους φαίνεται να επηρεάζεται ο TDP-ECT ο οποίος ρίχνει τα ποσοστά επιτυχών παραδόσεων από το 95.4% για 2 κλάσεις, στο 93.1% για 10 κλάσεις. Αυτό συμβαίνει διότι όσο αυξάνεται ο αριθμός των κλάσεων, τα μέλη τους μειώνονται σε αριθμό. Έτσι η αποτυχία παράδοσης σε κάποια μέλη μιας κλάσης, έστω και λίγα, έχει πολύ μεγαλύτερο αντίκτυπο. Π.χ. για 10 κλάσεις, κάθε κλάση έχει κατά μέσο όρο 10 μέλη. Αυτό σημαίνει ότι αν δεν καταφέρει ο αλγόριθμος, για ένα δεδομένο μήνυμα, να επικοινωνήσει με 1 από αυτά, το ποσοστό επιτυχίας πέφτει απευθείας στο 90%. Αν αναλογιστεί κανείς και το κριτήριο τερματισμού που εφαρμόζει ο αλγόριθμος αυτός, γίνεται κατανοητό ότι είναι πιθανό να διακόπτει αναμεταδόσεις που οδηγούν σε απομονωμένους κόμβους της κλάσης. Αυτό μπορεί να συμβεί λόγω της ραγδαίας αλλαγής της τοπολογίας αφού οι κόμβοι κινούνται με 20 m/sec και συνεπώς, οι πληροφορίες με βάση τις οποίες παίρνουν αποφάσεις μπορεί να μην είναι απόλυτα ορθές. Ο μικρότερος πληθυσμός των μελών μιας κλάσης έχει σαν αποτέλεσμα αυτοί να είναι διεσπαρμένοι στο δίκτυο με συνέπεια να χρειάζονται μεγαλύτερες διαδρομές για να προσεγγιστούν. Αυτό αυξάνει την πιθανότητα απωλειών, πράγμα το οποίο γίνεται εμφανές όλο και περισσότερο όσο αυξάνεται ο αριθμός των κλάσεων. Γι' αυτό παρατηρείται η συγκεκριμένη καθοδική συμπεριφορά. Ο αλγόριθμος CTDP-ECT καταφέρνει να αντιμετωπίσει σχετικά αυτό το πρόβλημα με την χρήση του αλγορίθμου GSC-C. Αυτός τον κατευθύνει κατευθείαν προς τους κόμβους της κλάσης και έτσι δεν χάνει τόσους κόμβους όσους ο TDP-ECT, επιτυγχάνοντας μεγαλύτερα ποσοστά από αυτόν, και μόλις κατά 1% μειωμένα από τον TDP στην χειρότερη περίπτωση. Ο GSC-C είναι ευεργετικός και για τον CTDP-CT, όπως φαίνεται, αφού με τη χρήση του και χωρίς να κινδυνεύει να χάσει κόμβους της κλάσης λόγω λανθασμένης παύσης κάποιας μετάδοσης, καταφέρνει να ξεπεράσει σε κάθε περίπτωση κατά 1% περίπου σε αξιοπιστία και τον TDP. Γενικότερα όμως, πρέπει να σημειωθεί ότι όλοι οι αλγόριθμοι είναι πολύ κοντά μεταξύ τους.

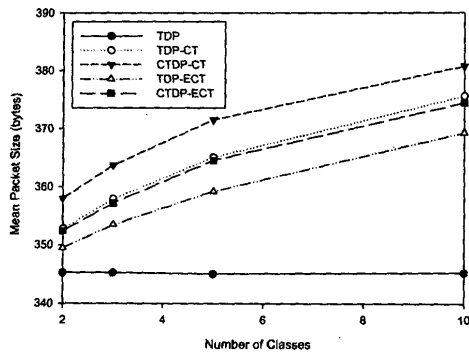




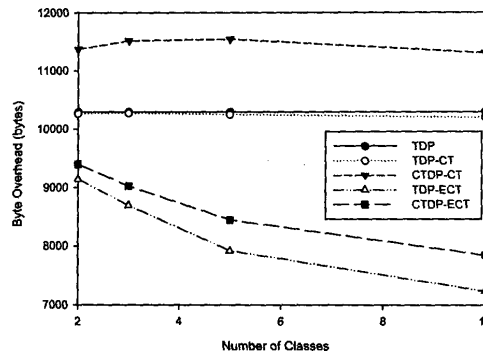
(a)



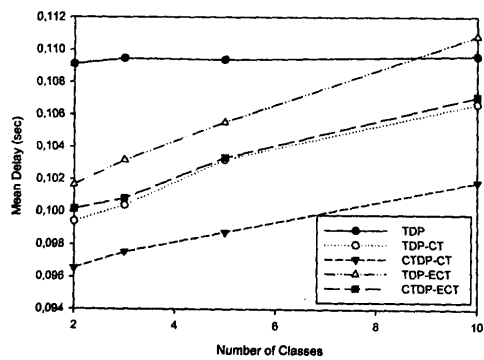
(b)



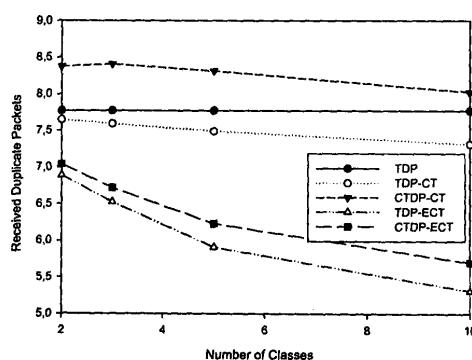
(c)



(d)



(e)



(f)

Σχήμα 4.10: Πείραμα 4: Απόδοση αλγορίθμων για μετ/νο αριθμό κλάσεων για το μοντέλο RWP σε περιοχή $1000 \times 1000 m^2$.



Προχωρώντας στο Σχήμα 4.10(b) παρατηρούμε και πάλι ότι οι πιο αποδοτικοί αλγόριθμοι είναι οι TDP-ECT και CTDP-ECT. Αυτό συμβαίνει λόγω της χρήσης του ενισχυμένου κριτηρίου τερματισμού. Το κριτήριο αυτό βλέπουμε ότι επειδή στηρίζεται απολύτως στην πληροφορία της κλάσης, όσο αυξάνεται ο αριθμός τους έχει και μεγαλύτερο αντίκτυπο, αφού ο TDP-ECT καταφέρνει να μειώσει κατά 34.2% και ο CTDP-ECT κατά 29.7% αντίστοιχα τις προωθήσεις των μηνυμάτων σε σχέση με τον TDP, ενώ οι διαφορές τους ως προς τα ποσοστά επιτυχίας είναι μικρές. Αυτό οφείλεται στη διασπορά των όλο και λιγότερων κόμβων της κλάσης στο δίκτυο με αποτέλεσμα να υπάρχουν όλο και περισσότεροι εσωτερικοί κόμβοι οι οποίοι δεν απαιτείται να εκπέμψουν. Ενδεικτική αυτού είναι και η συμπεριφορά του CTDP-CT ο οποίος ενώ έχει τα μεγαλύτερα ποσοστά παράδοσης, καταφέρνει για 10 κλάσεις να ισοφαρίσει σε προωθήσεις τον TDP. Ο TDP-CT από την άλλη, βλέπουμε ότι ακολουθεί σε συμπεριφορά τον TDP όντας όμως πιο αποδοτικός για τους γνωστούς λόγους. Οι εκτιμήσεις αυτές επιβεβαιώνονται και από τα Σχήματα 4.10(d) και 4.10(f) όπου απεικονίζεται η ίδια ακριβώς συμπεριφορά μεταξύ των αλγορίθμων. Η μείωση των προωθήσεων έχει σαν αποτέλεσμα την μείωση των διπλότυπων αντίστοιχα με τους TDP-ECT και CTDP-ECT όπως ειπώθηκε να είναι οι πιο αποδοτικοί. Βέβαια μειώνουν κατά πολύ τα διπλότυπα σε σχέση με τον TDP (31.6% και 26.7% αντίστοιχα για 10 κλάσεις) πράγμα που τους επηρεάζει στην αξιοπιστία, σε μικρό όμως βαθμό. Έτσι επιτυγχάνουν και γενικότερα να εισάγουν τον μικρότερο συνολικό φόρτο (Byte Overhead) στο δίκτυο, μειωμένο κατά 29.6% και 23.7% αντίστοιχα σε σχέση με τον TDP για 10 κλάσεις. Ο CTDP-CT εμφανίζεται να εισάγει την μεγαλύτερη επιβάρυνση από όλους. Αυτό, όπως φαίνεται στο Σχήμα 4.10(c), οφείλεται στο μεγαλύτερο μέσο μέγεθος πακέτου, το οποίο εμφανίζει λόγω των μεγαλύτερων συνόλων προωθήσεων που παράγει με τη χρήση του GSC-C και στο γεγονός ότι έχει τον μεγαλύτερο αριθμό διπλοτύπων. Όλοι οι προτεινόμενοι αλγόριθμοι έχουν μεγαλύτερο μέσο μέγεθος πακέτου αφού προσθέτουν περαιτέρω πληροφορίες στην κεφαλίδα.

Τέλος, αν εξετάσουμε το Σχήμα 4.10(e), παρατηρούμε ότι οι καμπύλες γενικότερα έχουν ανοδική τάση. Αυτό οφείλεται στο γεγονός ότι οι κόμβοι κλάσεων είναι όλο και λιγότεροι με αποτέλεσμα να είναι πιο δύσκολο να εξευρεθούν, πράγμα που είναι επόμενο, αφού υπάρχει ταυτόχρονα ραγδαία μεταβολή της τοπολογίας του δικτύου. Έτσι πολλές φορές οι κόμβοι των κλάσεων μπορεί να προσεγγίζονται τελικά από διπλότυπα. Αυτό αυξάνει τον χρόνο που χρειάζεται για την επικοινωνία. Βέβαια σε κάθε περίπτωση οι αλγόριθμοι που προτείνονται είναι πιο γρήγοροι στην παράδοση της πληροφορίας από τον TDP. Όσο μεγαλύτερη δυσκολία αντιμετωπίζει ένας αλγόριθμος να προσεγγίσει τους κόμβους της κλάσης τόσο μεγαλύτερος χρόνος απαιτείται. Αυτό φαίνεται και από την εξής παρατήρηση. Οι καμπύλες για τους αλγόριθμους στο Σχήμα 4.10(e), εκτός του TDP, είναι με την ακριβώς αντίστροφη σειρά στο Σχήμα 4.10(a). Έτσι ο TDP-ECT που έχει την μεγαλύτερη δυσκολία μεταξύ των 4 προτεινόμενων αλγορίθμων, παρουσιάζει την μεγαλύτερη καθυστέρηση σε σχέση με τους υπόλοιπους. Ακολουθεί ο CTDP-ECT κ.ο.κ..



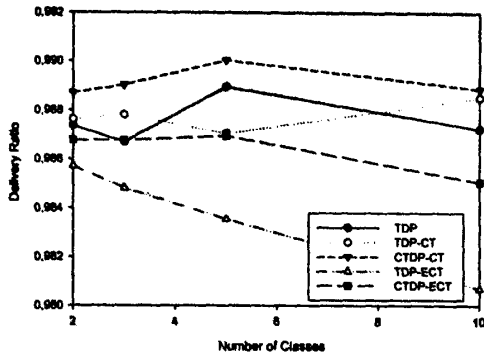
Πείραμα 4: Μεταβαλλόμενος Αριθμός Κλάσεων για Χαμηλή Κινητικότητα (5 m/sec)

Η επανάληψη και αυτού του πειράματος για χαμηλή κινητικότητα δεν έδειξε κάποιες ποιοτικές διαφορές σε σχέση με αυτό για υψηλή μέγιστη ταχύτητα. Γενικότερα τα ποσοστά παράδοσης μηνυμάτων αυξάνονται και αναλογικά αυξάνονται τόσο οι συμφόρηση όσο και ο αριθμός των προωθήσεων. Αυτό που πρέπει να σημειωθεί εδώ είναι, ότι τα ποσοστά επιτυχών παραδόσεων που φαίνονται στο Σχήμα 4.11(a), είναι ιδιαίτερα υψηλά με τους αλγόριθμους να έχουν ελάχιστες διαφορές μεταξύ τους. Αρκεί κανείς να προσέξει την κλίμακα του δεδομένου γραφήματος. Δηλαδή η κινητικότητα ενός δικτύου φαίνεται να επιδρά αρκετά στην απόδοση των αλγορίθμων. Τα υψηλά ποσοστά οφείλονται στο γεγονός ότι οι απώλειες των μηνυμάτων μειώνονται αρκετά ενώ ταυτόχρονα γίνονται ελάχιστες αστοχίες από τους αλγορίθμους λόγω της χαμηλής κινητικότητας και της εγκυρότητας των δεδομένων. Έτσι οι προτεινόμενοι αλγόριθμοι δείχνουν ακόμη περισσότερο την αποδοτικότητά τους, αφού ενώ τα ποσοστά επιτυχίας είναι πολύ ψηλά και ίδια πρακτικά με τον TDP, η επιβάρυνση που επιφέρουν στο δίκτυο είναι αρκετά μειωμένη (Σχήματα 4.11(b), 4.11(d) και 4.9(f)).

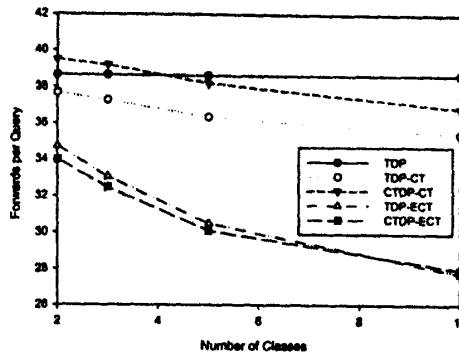
Συμπερασματικά, βλέπουμε ότι οι αλγόριθμοι που προτείνονται παρουσιάζουν καλές ιδιότητες οριζόντιας κλιμάκωσης αφού καταφέρνουν ακόμη και για μεγάλο αριθμό κλάσεων να έχουν πρακτικά σχεδόν την ίδια ή και μεγαλύτερη αξιοπιστία από τον TDP, ενώ παράλληλα είναι αρκετά πιο αποδοτικοί. Το πειράματα αυτά καταδεικνύουν ότι ο cross layer σχεδιασμός που έγινε καταφέρνει να εκμεταλλευτεί αρκετά την πληροφορία από το επίπεδο εφαρμογών με αποτέλεσμα να μειώνει το κόστος της επικοινωνίας του τύπου ένας προς πολλούς αρκετά σε σχέση με τον TDP, ο οποίος είναι ένας παραδοσιακός αλγόριθμος εκπομπής. Η υπεροχή των προτεινόμενων αλγορίθμων είναι ιδιαίτερα αισθητή στα δίκτυα χαμηλής κινητικότητας όπου ενώ διατηρούν υψηλά ποσοστά παράδοσης μηνυμάτων είναι αρκετά πιο αποδοτικοί από έναν αλγόριθμο εκπομπής όπως ο TDP.

Πείραμα 5: Μεταβαλλόμενος Ρυθμός Αποστολής Μηνυμάτων Ελέγχου

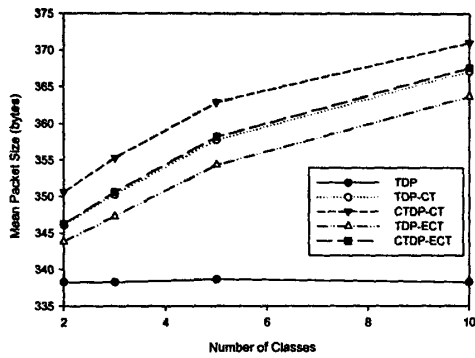
Το τελευταίο πείραμα που επιλέχθηκε να πραγματοποιηθεί είναι αυτό κατά το οποίο μεταβάλλεται ο ρυθμός αποστολής των μηνυμάτων ελέγχου, δηλαδή το χρονικό διάστημα ανά το οποίο πρέπει να αποστέλλονται τα περιοδικά μηνύματα από τους κόμβους. Οι αλγόριθμοι ελέγχθηκαν για 1, 2 και 4 sec αντίστοιχα. Η μεταβολή του ρυθμού αυτού, έχει σαν αποτέλεσμα οι πληροφορίες που κατέχουν οι κόμβοι για την γειτονιά τους να απεικονίζουν την πραγματική κατάσταση του δικτύου για διαφορετικό χρονικό διάστημα. Εδώ πρέπει να σημειωθεί ότι για το συγκεκριμένο πείραμα η μέγιστη ταχύτητα των κόμβων είναι 20 μέτρα το δευτερόλεπτο. Έτσι η αύξηση του χρονικού διαστήματος αποστολής των μηνυμάτων έχει ως αποτέλεσμα οι πληροφορίες που κατέχουν οι κόμβοι για τις γειτονιές τους να είναι έγκυρες για όλο και μικρότερο χρονικό διάστημα. Αυτό οφείλεται στην ραγδαία αλλαγή της τοπολογίας του δικτύου λόγω της υψηλής κινητικότητας των κόμβων. Από την άλλη όμως, πολύ μεγάλος ρυθμός ανανέωσης των μηνυμάτων σημαίνει ότι εισάγεται



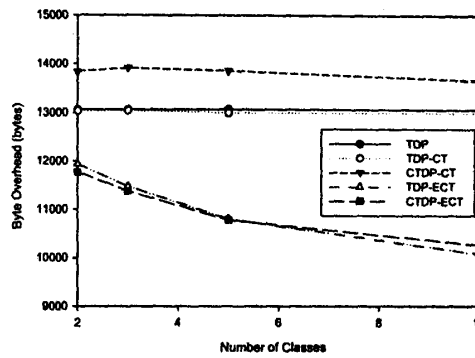
(a)



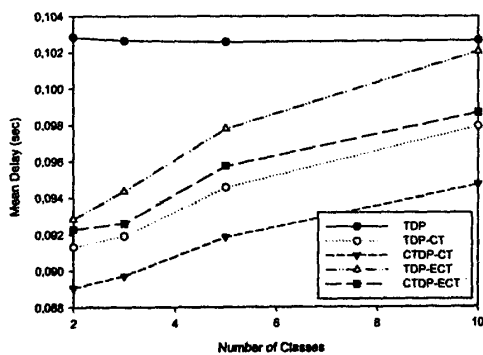
(b)



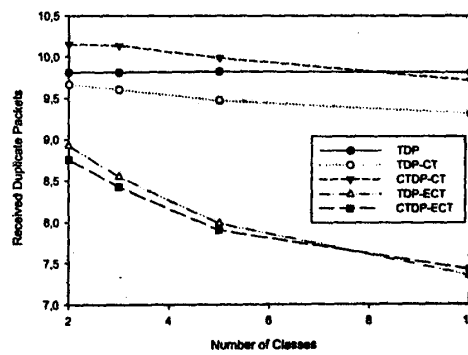
(c)



(d)



(e)



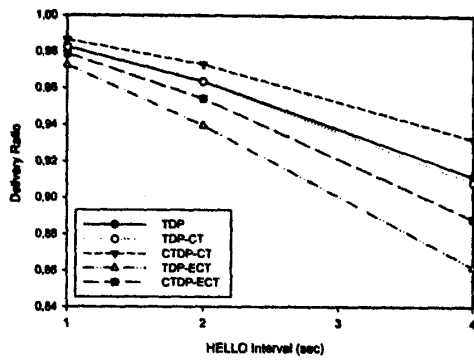
(f)

Σχήμα 4.11: Πείραμα 4 (χαμηλή κινητικότητα - 5 m/sec): Απόδοση αλγορίθμων για μετ/νο αριθμό κλάσεων για το μοντέλο RWP σε περιοχή 1000x1000m².

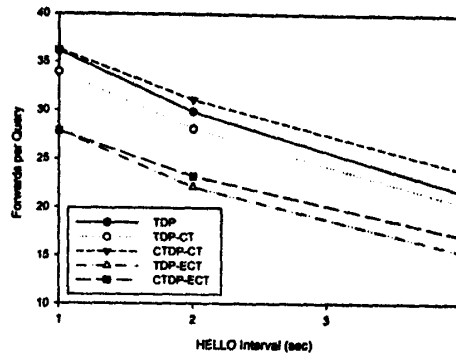


και μεγαλύτερη συμφόρηση στο δίκτυο, παρά το γεγονός ότι οι κόμβοι έχουν εγκυρότερη εικόνα του δικτύου κάθε στιγμή. Με γνώμονα τα παραπάνω, παρατηρώντας το Σχήμα 4.12(a) βλέπουμε ότι γενικότερα όλοι οι αλγόριθμοι με την μείωση του ρυθμού αποστολής των περιοδικών μηνυμάτων, έχουν καθοδική τάση. Αυτό συμβαίνει, όπως αναφέρθηκε και αμέσως παραπάνω, διότι οι πληροφορίες των κόμβων παύουν να είναι απόλυτα έγκυρες. Αυτό έχει σαν αποτέλεσμα την σχετικά λανθασμένη παραγωγή των συνόλων προώθησης και την απώλεια όλο και περισσότερων μηνυμάτων. Λεπτομερέστερα, φαίνεται ότι τα 4 δευτερόλεπτα είναι πολύ μεγάλο χρονικό διάστημα αφού οι αλγόριθμοι για την τιμή αυτή εμφανίζουν μεγάλη πτώση στην αξιοπιστία τους. Στο χρόνο των 4 δευτερολέπτων με τις ταχύτητες που ισχύουν, το δίκτυο έχει αλλάξει τόσο πολύ, ώστε οι απώλειες των πακέτων και οι λανθασμένες προωθήσεις να είναι πολλές και τα ποσοστά παράδοσης να πέφτουν αρκετά. Έτσι, ενώ για ρυθμό 1 δευτερολέπτου όλοι οι αλγόριθμοι έχουν υψηλή αξιοπιστία (98% περίπου), φτάνουν να πέφτουν μέχρι και στο 86% (TDP-ECT) για ρυθμό 4 δεύτερα. Η γενικότερη συμπεριφορά είναι αυτή που αναλύθηκε και στα προηγούμενα πειράματα. Οι αλγόριθμοι TDP και TDP-CT παρουσιάζουν την ίδια ακριβώς συμπεριφορά σχεδόν σε όλα τα διαγράμματα, ενώ οι TDP-ECT και CTDP-ECT έχουν τις μεγαλύτερες - σχετικά πάντα - απώλειες, όντας όμως μακράν οι πιο αποδοτικοί. Αυτό συμβαίνει λόγω του ενισχυμένου κριτηρίου τερματισμού που υλοποιούν. Όντας οι πληροφορίες συνεχώς και λιγότερο έγκυρες, οι αλγόριθμοι αυτοί προβαίνουν σε αστοχίες σταματώντας μεταδόσεις που δεν θα έπρεπε. Ο CTDP-ECT καταφέρνει να μετριάσει τις απώλειες αυτές με τη χρήση του GSC-C φτάνοντας για 4 δεύτερα σε απόσταση 2% από τον TDP, όσον αφορά την αξιοπιστία. Από την άλλη ο CTDP-CT και πάλι είναι ο πιο αξιόπιστος αλγόριθμος από όλους. Αυτό όπως έχει ειπωθεί, οφείλεται στο γεγονός ότι σταματά μόνο μεταδόσεις που είναι περιττές χωρίς να κινδυνεύει από αστοχίες. Το γεγονός αυτό μαζί με την χρήση του GSC-C έχει σαν αποτέλεσμα τα υψηλότερα ποσοστά. Η υπεροχή του μηχανισμού αυτού φαίνεται και στο Σχήμα 4.12(b), όπου ο αλγόριθμος αυτός έχει τις περισσότερες προωθήσεις, χωρίς πρακτική όμως διαφορά από τον TDP. Οι υπόλοιποι αλγόριθμοι και πάλι παρουσιάζουν την ίδια συμπεριφορά με τα υπόλοιπα πειράματα επιδεικνύοντας μια γενικότερη καθοδική τάση λόγω της μειωμένης απόδοσης εξαιτίας της αύξησης των απωλειών. Αυτό έχει σαν αποτέλεσμα και οι προωθήσεις να μειώνονται. Οι TDP-ECT και CTDP-ECT είναι οι πιο αποδοτικοί έχοντας για 4 δεύτερα, διαφορά 28% και 21% αντίστοιχα από τον TDP. Αυτό προκαλείται εν μέρει και από την σχετικά μειωμένη αξιοπιστία που παρουσιάζουν, αλλά όπως είδαμε οι διαφορές τους από τον TDP σε αυτόν τον τομέα είναι μικρές ενώ παράλληλα καταφέρνουν να είναι αρκετά πιο οικονομικοί.

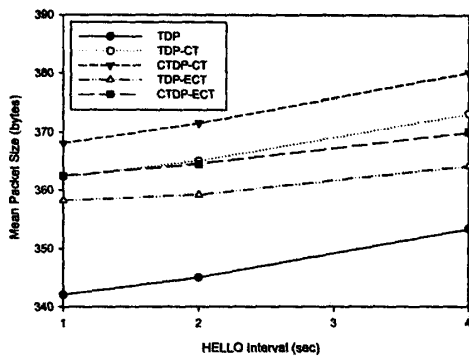
Τα Σχήματα 4.12(d) και 4.12(f) επιβεβαιώνουν τα παραπάνω και κινούνται στα ίδια πλαίσια. Οι αλγόριθμοι TDP-ECT και CTDP-ECT είναι συνολικά οι πιο οικονομικοί με μειώσεις της τάξης του 19% και 18% περίπου αντίστοιχα σε σχέση με τον TDP για το Byte Overhead, για 1 και 2 δευτερόλεπτα μάλιστα που υπάρχει και η μεγαλύτερη συμφόρηση. Για 4 δεύτερα, η διαφορά μειώνεται σχετικά, παραμένοντας όμως τουλάχιστον 17% για τον κάθε ένα. Παράλληλα, ο CTDP-CT εισάγει την μεγαλύτερη συμφόρηση από όλους συνολικά, πράγμα εύλογο αφού επιτυγχάνει τα μεγαλύτερα ποσοστά επιτυχίας και έχει



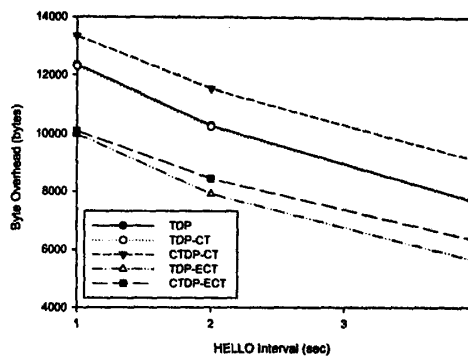
(a)



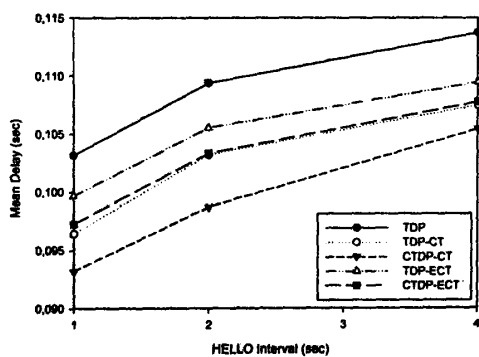
(b)



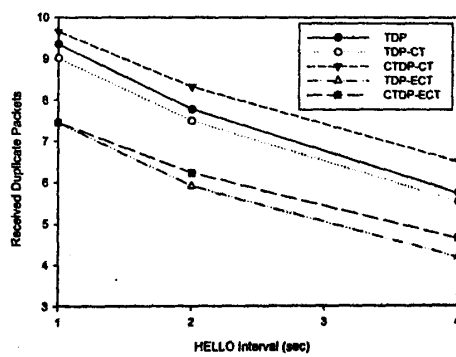
(c)



(d)



(e)



(f)

Σχήμα 4.12: Πείραμα 5: Απόδοση αλγορίθμων για μετ/νο ρυθμό αποστολής μηνυμάτων ελέγχου για το μοντέλο RWP σε περιοχή $1000 \times 1000 m^2$.

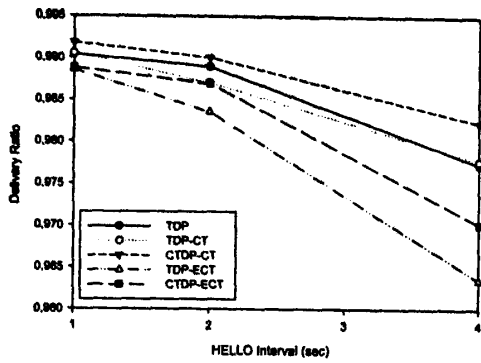


τις περισσότερες προωθήσεις. Τα διπλότυπα πακέτα ακολουθούν ακριβώς την ίδια λογική αφού συνδέονται απόλυτα με τον αριθμό των προωθήσεων και την συνολική συμφόρηση που εισάγει ο κάθε αλγόριθμος. Αντίστοιχα στο Σχήμα 4.12(c) φαίνεται ότι όλοι οι αλγόριθμοι αυξάνουν, έστω και ελαφρά, το μέγεθος των πακέτων σε σχέση με την μείωση του ρυθμού αποστολής. Αυτό συμβαίνει διότι με την μείωση του ρυθμού, τα μηνύματα παραδίδονται, ως επί το πλείστον, σε κοντινές διαδρομές, για τις οποίες η πιθανότητα απώλειας είναι μικρότερη. Τα κοντινά μηνύματα όμως είναι μεγαλύτερα σε μέγεθος από τα υπόλοιπα, λόγω του μικρότερου ποσοστού κόμβων που αφαιρείται σε αυτές τις περιπτώσεις. Πέραν αυτών, όλοι οι προτεινόμενοι αλγόριθμοι υιοθετούν μεγαλύτερα σε μέγεθος πακέτα από τον TDP λόγω των πληροφοριών που προσθέτουν στις κεφαλίδες και του GSC-C, σε όσους τον χρησιμοποιούν, που παράγει μεγαλύτερα σύνολα προώθησης. Παρόμοια είναι και η κατάσταση στο Σχήμα 4.12(e) με τους προτεινόμενους αλγόριθμους να είναι, με μικρές διαφορές, σε κάθε περίπτωση πιο γρήγοροι στην παράδοση της πληροφορίας από τον TDP.

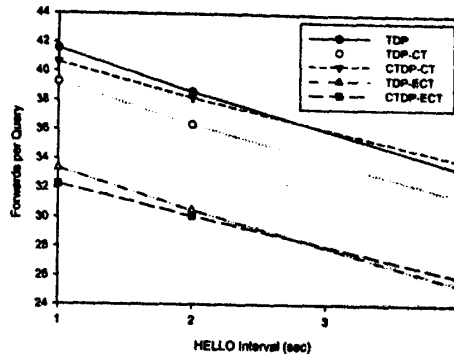
Πείραμα 5: Μεταβαλλόμενος Ρυθμός Αποστολής Μηνυμάτων Ελέγχου για Χαμηλή Κινητικότητα (5 m/sec)

Το συγκεκριμένο πείραμα, και αυτό, επαναλήφθηκε για δίκτυα χαμηλής κινητικότητας. Διαφορές ποιοτικές δεν υπάρχουν ούτε και εδώ, αλλά όπως είναι κατανοητό τα ποσοστά επιτυχίας των αλγορίθμων αυξάνονται αφού η κινητικότητα είναι χαμηλή. Έτσι η καθοδική πορεία των αλγορίθμων στο Σχήμα 4.13(a) είναι πιο περιορισμένη από ότι στο Σχήμα 4.12(a). Συνεπώς τόσο η συμφόρηση, όσο και οι προωθήσεις και τα διπλότυπα είναι σχετικά περισσότερα όπως μπορεί κανείς να διαπιστώσει στα υπόλοιπα διαγράμματα.

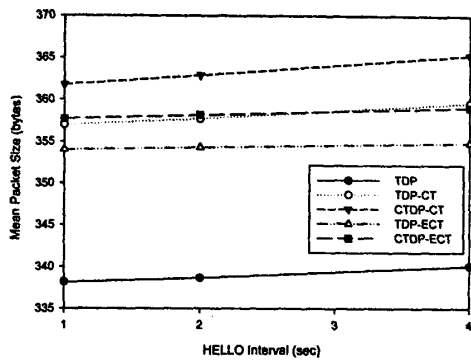




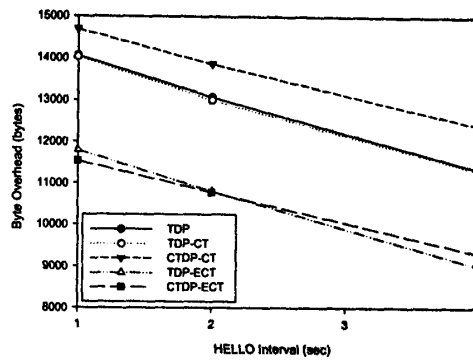
(a)



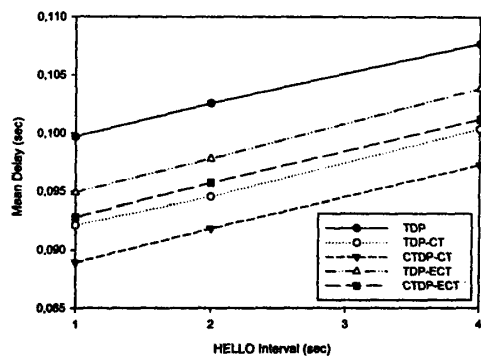
(b)



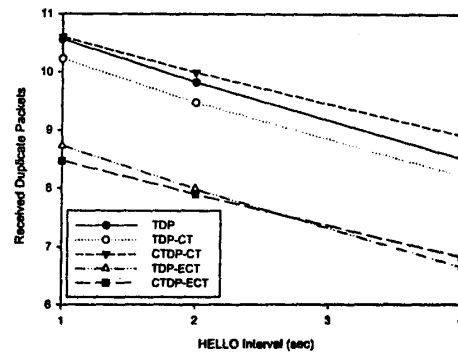
(c)



(d)



(e)



(f)

Σχήμα 4.13: Πείραμα 5 (χαμηλή κινητικότητα - 5 m/sec): Απόδοση αλγορίθμων για μετ/νο ρυθμό αποστολής μηνυμάτων ελέγχου για το μοντέλο RWP σε περιοχή 1000x1000m².



ΚΕΦΑΛΑΙΟ 5

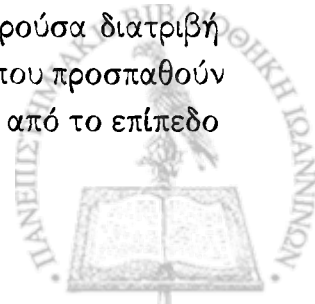
ΣΥΜΠΕΡΑΣΜΑΤΑ

5.1 Συμπεράσματα

5.2 Μελλοντική Δουλειά

5.1 Συμπεράσματα

Τα κινητά κατά περίπτωση δίκτυα (MANETs) αποτελούν μια πολύ ενδιαφέρουσα και δημοφιλή κατηγορία των τοπικών ασυρμάτων δικτύων (WLANs). Η πλειονότητα των εφαρμογών γι' αυτά τα δίκτυα αφορά τα MANETs πολλαπλών αλμάτων. Αυτό συμβαίνει διότι τα δίκτυα αυτά είναι εξαιρετικά ευέλικτα, αφού δεν απαιτείται κανενός είδους σταθερή υποδομή για τον σχηματισμό τους. Οι κόμβοι στα δίκτυα αυτά παρουσιάζουν ιδιαιτερότητες αφού είναι περιορισμένων δυνατοτήτων όσον αφορά την ενέργεια, τους υπολογιστικούς και τους αποθηκευτικούς τους πόρους. Οι εφαρμογές που δέσποζαν στα δίκτυα αυτά αλλά και τα ενσύρματα μέχρι σήμερα, στην πλειοψηφία τους, απαιτούσαν επικοινωνία μεταξύ δεδομένων εξ' αρχής άκρων τα οποία καθόριζε ρητά ο εκάστοτε χρήστης. Η εμφάνιση όμως εφαρμογών στις οποίες τα άκρα επικοινωνίας καθορίζονται δυναμικά από τα ανταλλασσόμενα δεδομένα των εφαρμογών κατά τη διάρκεια της λειτουργίας τους, δημιούργησε νέες απαιτήσεις όσον αφορά την δρομολόγηση. Η απαιτήσεως αυτές καθόριζαν ότι τα άκρα επικοινωνίας πρέπει να ανακαλύπτονται δυναμικά και να εξυπηρετούνται με όσο πιο αποδοτικό τρόπο. Κάτι τέτοιο δεν ήταν εύκολο να γίνει αφού οι υπάρχουσες λύσεις υστερούν στην εξυπηρέτηση εφαρμογών πολυδιανομής προσανατολισμένων στα δεδομένα. Τόσο οι προσεγγίσεις των overlays, όσο της κλασσικής πολυδιανομής και του stateless multicast δεν μπορούν να επιλύσουν αξιόπιστα και αποδοτικά το δεδομένο πρόβλημα. Έτσι στην παρούσα διατριβή προτάθηκε μια cross layer τεχνική η οποία στηρίζεται στη χρήση αλγορίθμων που προσπαθούν να επιλύσουν το πρόβλημα της εκπομπής, με την εισαγωγή χαρακτηριστικών από το επίπεδο εφαρμογής (κλάση) απευθείας στις συναρτήσεις δρομολόγησης.



Ο στόχος της διατριβής ήταν να επινοηθεί ένας αποδοτικός και αξιόπιστος τρόπος για την εξυπηρέτηση εφαρμογών της προσανατολισμένης στα δεδομένα πολυδιανομής σε MANETs. Επιλέχθηκε να χρησιμοποιηθεί ως βάση ένας αλγόριθμος που αντιμετωπίζει το πρόβλημα της εκπομπής (TDP), διότι οι αλγόριθμοι αυτοί διατηρούν την απλότητα της ευρείας μετάδοσης, είναι αποδοτικοί και λειτουργούν μόνο όταν απαιτείται (on demand). Επιπλέον η ευρεία μετάδοση είναι ο μόνος τρόπος ώστε τα σύνολα πολυδιανομής που είναι απαραίτητα, να δημιουργούνται πλήρως δυναμικά χωρίς τη διατήρηση επιπλέον πληροφοριών. Λειτουργώντας προς την κατεύθυνση αυτή αρχικά επινοήθηκε η τεχνική SFS, η οποία χωρίζει τα σύνολα προώθησης που χρησιμοποιούν οι αλγόριθμοι εκπομπής και ο TDP, σε δύο κομμάτια. Στο πρώτο τοποθετούνται οι κόμβοι που καλύπτουν κόμβους που αναζητούνται (κόμβοι της κλάσης στην οποία απευθύνεται το ερώτημα) ενώ στο δεύτερο οι υπόλοιποι. Η λογική πίσω από την τεχνική αυτή ήταν να καθοριστούν οι κόμβοι οι οποίοι είναι απαραίτητο να αναμεταδίδουν ένα μήνυμα, και οι κόμβοι που μπορούν να παύσουν ώστε να υλοποιηθεί στην ουσία η πολυδιανομή και να μειωθεί ο αριθμός των περιττών μεταδόσεων. Με βάση αυτά επινοήθηκαν οι αλγόριθμοι TDP-CT και TDP-ECT οι οποίοι χρησιμοποιούν την τεχνική SFS και εφαρμόζουν κριτήρια τερματισμού τέτοια ώστε να μειωθούν οι μη απαραίτητες μεταδόσεις. Αυτό όμως χωρίς να επηρεάζεται η αξιοπιστία τους και βελτιώνοντας την απόδοσή τους σε σχέση με τον TDP. Ο πρώτος αλγόριθμος προσπαθεί να σταματά προωθήσεις των μηνυμάτων σε κόμβους που βρίσκονται στο δεύτερο τμήμα των συνόλων προώθησης οι οποίοι δεν απαιτείται να καλύψουν κόμβους της κλάσης που αναζητείται. Ο δεύτερος προχωρά ακόμη περισσότερο με την διακοπή προωθήσεων και σε άλλους εσωτερικούς κόμβους. Τα αποτελέσματα, τα οποία παρουσιάστηκαν στην προηγούμενη ενότητα καταδεικνύουν ότι οι προτεινόμενοι αλγόριθμοι επιτυγχάνουν την ίδια αξιοπιστία με έναν αλγόριθμο εκπομπής όπως ο TDP, όμως είναι αρκετά πιο αποδοτικοί επιτυγχάνοντας το ζητούμενο. Αυτό ισχύει ακόμη περισσότερο σε δίκτυα MANET χαμηλής κινητικότητας όπου οι διαφορές είναι αισθητές σε μεγάλο βαθμό. Ακολούθως, προκειμένου να ενισχυθεί ακόμη περισσότερο η αξιοπιστία των προηγούμενων αλγορίθμων τροποποιήθηκε ο γνωστός αλγόριθμος GSC ο οποίος χρησιμοποιείται από τους αλγορίθμους εκπομπής για την παραγωγή των συνόλων προώθησης. Έτσι προέκυψε ο αλγόριθμος GSC-C, ο οποίος προσπαθεί να μειώσει το πρώτο τμήμα των συνόλων προώθησης προκειμένου να αυξήσει την πιθανότητα επιτυχούς εξυπηρέτησης των κόμβων στους οποίους απευθύνεται το ερώτημα. Αυτό έχει σαν συνέπεια την αύξηση του δεύτερου τμήματος των συνόλων προώθησης, όμως με την φιλοδοξία ότι οι αλγόριθμοι που θα ενσωματώσουν τον GSC-C θα καταφέρουν να οδηγήσουν σε παύση των προωθήσεων όσο περισσότερους κόμβους γίνεται. Έτσι είναι δυνατή τόσο η αύξηση της αξιοπιστίας, όσο και η διατήρηση της χαμηλής απόδοσης. Αυτό ακριβώς διαπιστώνεται και στους αλγορίθμους CTDP-CT και CTDP-ECT οι οποίοι αποτελούν συνδυασμό των δύο πρώτων αλγορίθμων που αναφέρθηκαν με τον αλγόριθμο GSC-C. Τα αποτελέσματα έδειξαν την συμπεριφορά που περιγράφηκε παραπάνω, με την αξιοπιστία κάποιες φορές να υπερβαίνει αυτή του αλγορίθμου TDP, ενώ ο φόρτος του δικτύου σε κάθε περίπτωση ήταν αρκετά μειωμένος.



5.2 Μελλοντική Δουλειά

Οι cross layer τεχνικές αποτελούν μια πολύ πρόσφατη προσέγγιση για την εξυπηρέτηση δικτυακών εφαρμογών. Η ερευνητική δουλειά πάνω στον τομέα εξελίσσεται συνεχώς, είναι όμως ακόμη αρκετά περιορισμένη. Ο σχεδιασμός του επιπέδου δικτύωσης με τον τρόπο αυτό επιφέρει σχετικούς περιορισμούς αφού δημιουργεί εξαρτήσεις μεταξύ των επιπέδων δικτύου και εφαρμογών παραβιάζοντας την διαστρωμάτωση κατά OSI. Οι περιορισμοί αυτοί μπορεί να επιφέρουν συγκρούσεις μεταξύ διαφορετικών τέτοιων τεχνικών σε ένα σύστημα. Αυτό αποτελεί ένα πεδίο έρευνας που χρήζει προσοχής. Περαιτέρω, σαφώς η εύρεση ακόμη πιο αποδοτικών τεχνικών και ευρετικών μεθόδων για την εξυπηρέτηση αυτού του είδους της πολυδιανομής είναι εφικτή και πρέπει να γίνει προσπάθεια και προς αυτή την κατεύθυνση. Συμπερασματικά το συγκεκριμένο πεδίο δεν έχει διαμορφωθεί ακόμη πλήρως, αφού η προσανατολισμένη στα δεδομένα δρομολόγηση αποτελεί μια πολλή πρόσφατη προσέγγιση. Οι πτυχές του προβλήματος είναι πολλές και υπάρχουν αρκετά προβλήματα στα οποία μπορεί η έρευνα να επικεντρωθεί. Μένει να δούμε ποια θα είναι η εξέλιξη των τεχνικών αυτών στο μέλλον.



ΒΙΒΛΙΟΓΡΑΦΙΑ

- [1] Code for perfect simulation scenarios, available at internet address <http://www.cs.rice.edu/santa/research/mobility>.
- [2] Wireless lan medium access control (mac) and physical layer (phy) specifications. 1997.
- [3] M. Abolhasan, T. Wysocki, and E. Dutkiewicz. A review of routing protocols for mobile ad hoc networks. *Ad Hoc Networks*, 2(1):1–22, January 2004.
- [4] K. Bharath-Kumar and J. M. Jaffe. Routing to multiple-destinations in computer networks. IBM RC 9098, 1981.
- [5] J. Le Boudec and M. Vojnovi. Perfect simulation and stationarity of a class of mobility models, 2004.
- [6] Josh Broch, David A. Maltz, David B. Johnson, Yih-Chun Hu, and Jorjeta Jetcheva. A performance comparison of multi-hop wireless ad hoc network routing protocols. In *MobiCom '98: Proceedings of the 4th annual ACM/IEEE international conference on Mobile computing and networking*, pages 85–97, New York, NY, USA, 1998. ACM.
- [7] T. Camp, J. Boleng, and V. Davies. A survey of mobility models for ad hoc network research. *Wireless Communications & Mobile Computing (WCMC): Special issue on Mobile Ad Hoc Networking: Research, Trends and Applications*, 2(5):483–502, 2002.
- [8] C. Cordeiro, H. Gossain, and D. Agrawal. Multicast over wireless mobile ad hoc networks: present and future directions. *IEEE Network*, Vol. 17, Issue: 1, January/February 2003, 2003.
- [9] T. H. Cormen, C. E. Leiserson, and R. L. Rivest. *Introduction to Algorithms*. 1990.
- [10] S. Even. Graph algorithms. *Computer Science Press*, pages 204–209, 1979.
- [11] K. Fall and K. Varadhan. The ns manual (formerly ns notes and documentation), 2002.
- [12] J. J. Garcia-Luna-Aceves and Ewerton L. Madruga. A multicast routing protocol for ad-hoc networks. In *INFOCOM*, pages 784–792, 1999.



- [13] Chao Gui and Prasant Mohapatra. Hierarchical multicast techniques and scalability in mobile ad hoc networks. *Ad Hoc Networks*, 4(5):586–606, 2006.
- [14] Lusheng Ji and M. Scott Corson. Differential destination multicast - a MANET multicast routing protocol for small groups. In *INFOCOM*, pages 1192–1202, 2001.
- [15] R. M. Karp. Reducibility among combinatorial problems. In R. E. Miller and J. W. Thatcher, editors, *Complexity of Computer Computations*, pages 85–103. Plenum Press, 1972.
- [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 *MSWIM '00: Proceedings of the 3rd ACM international workshop on Modeling, analysis and simulation of wireless and mobile systems*, pages 61–68, New York, NY, USA, 2000. ACM.
- [18] Wei Lou and Jie Wu. On reducing broadcast redundancy in ad hoc wireless networks. *IEEE Transactions on Mobile Computing*, 1(2):111–123, 2002.
- [19] L. Lovasz. On the ratio of optimal integral and fractional covers. *Discrete Mathematics*, 13:383–390, 1975.
- [20] Madhav V. Marathe, Heinz Breu, Harry B. Hunt III, S. S. Ravi, and Daniel J. Rosenkrantz. Simple heuristics for unit disk graphs. *Networks*, 25:59–68, 1995.
- [21] Beini Ouyang, Xiaoyan Hong, and Yunjung Yi. A comparison of reliable multicast protocols for mobile ad hoc networks. pages 339–344, 2005.
- [22] E. Papapetrou and F.-N. Pavlidou. Sequence number aided source routing for ad-hoc networks. *Wirel. Pers. Commun.*, 34(1-2):91–107, 2005.
- [23] E. Papapetrou, E. Rova, A. Zarras, and P. Vassiliadis. Cross-layer networking for peer databases over wireless ad-hoc communities. *Communications, 2007. ICC '07. IEEE International Conference on*, pages 3443–3448, 24-28 June 2007.
- [24] Wei Peng and Xi-Cheng Lu. On the reduction of broadcast redundancy in mobile ad hoc networks. In *MobiHoc '00: Proceedings of the 1st ACM international symposium on Mobile ad hoc networking & computing*, pages 129–130, Piscataway, NJ, USA, 2000. IEEE Press.
- [25] E. Royer and C. Toh. A review of current routing protocols for ad-hoc mobile wireless networks. *IEEE Personal Communications*, Apr. 1999., 1999.



- [26] Elizabeth M. Royer and Charles E. Perkins. Multicast operation of the ad-hoc on-demand distance vector routing protocol. In *MobiCom '99: Proceedings of the 5th annual ACM/IEEE international conference on Mobile computing and networking*, pages 207–218, New York, NY, USA, 1999. ACM.
- [27] 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.
- [28] Amit Kumar Saha and David B. Johnson. Realistic mobility modeling for mobile ad hoc networks. available online at: <http://www.cs.rice.edu/am-saha/research/mobilitymodel>, 2008.
- [29] Arne Schmitz and Martin Wenig. The effect of the radio wave propagation model in mobile ad hoc networks. In *MSWiM '06: Proceedings of the 9th ACM international symposium on Modeling analysis and simulation of wireless and mobile systems*, pages 61–67, New York, NY, USA, 2006. ACM Press.
- [30] Agathos Spiridwn-Dimitrios. Broadcasting algorithms for mobile ad hoc networks. *Msc, Computer Science Department, University of Ioannina, Greece*, February 2008.
- [31] Andrew S. Tanenbaum. *Δίκτυα Υπολογιστών*. Fourth American Edition.
- [32] Yu-Chee Tseng, Sze-Yao Ni, Yuh-Shyan Chen, and Jang-Ping Sheu. The broadcast storm problem in a mobile ad hoc network. *Wirel. Netw.*, 8(2/3):153–167, 2002.
- [33] E. Vollset and P. Ezhilchelvan. A survey of reliable broadcast protocols for mobile ad-hoc networks. 2003.
- [34] Marcel Waldvogel and Roberto Rinaldi. Efficient topology-aware overlay network. *ACM Computer Communication Review*, 33(1):101–106, January 2003.

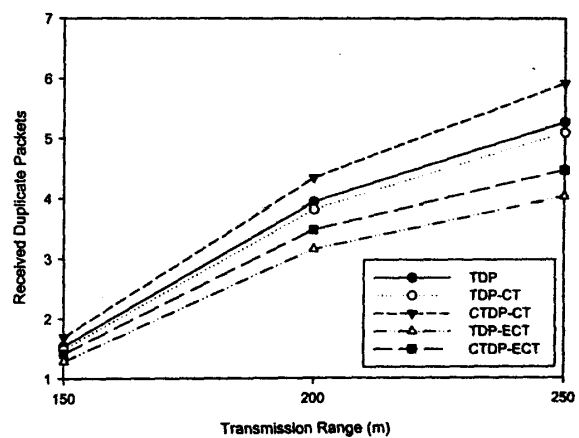
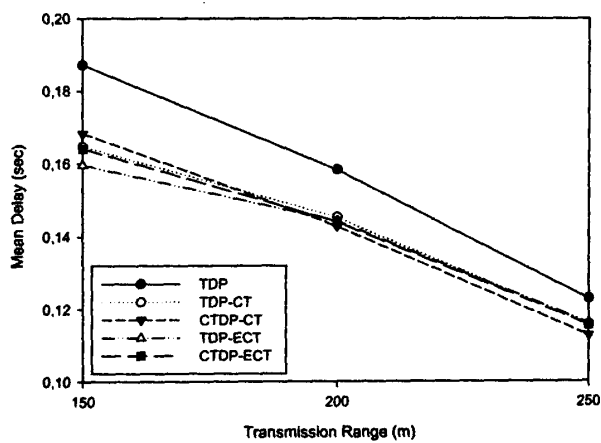
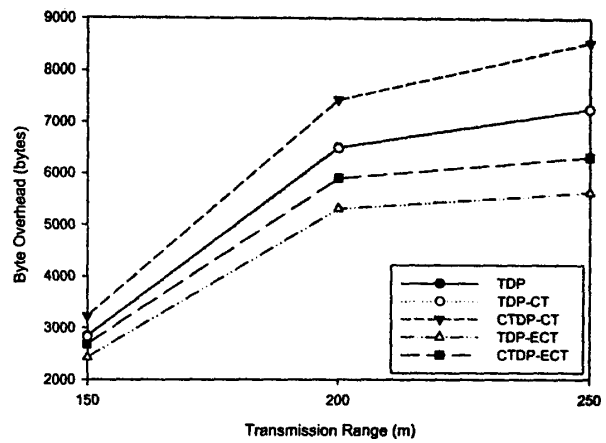
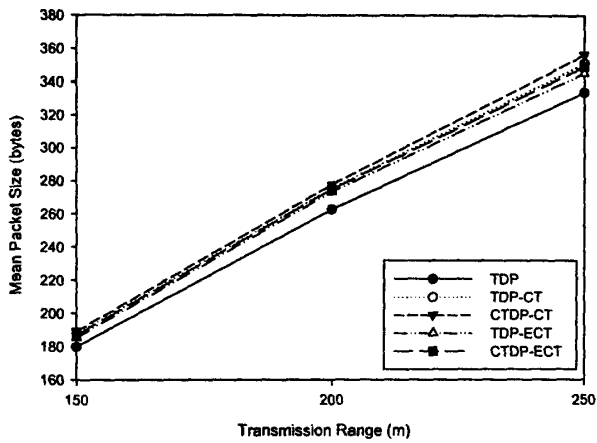
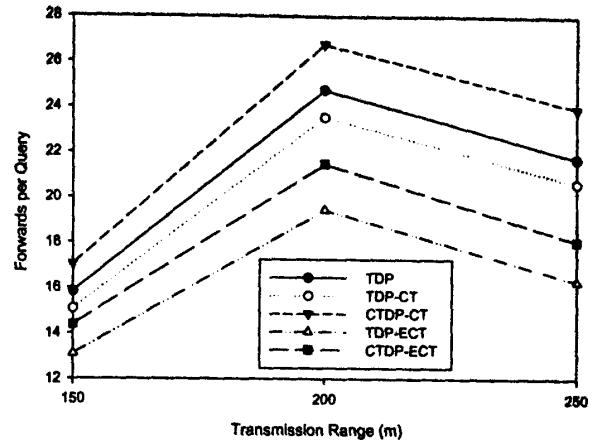
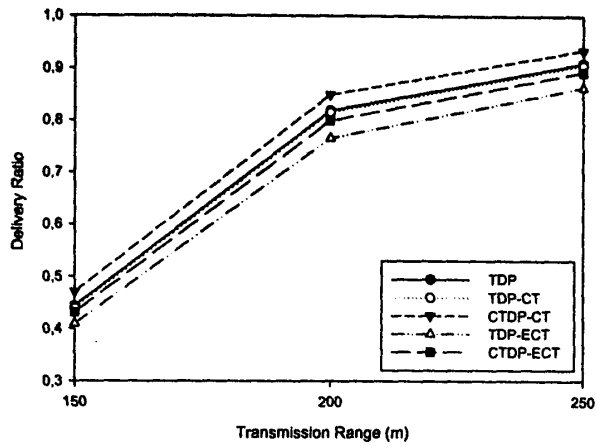


ΠΑΡΑΡΤΗΜΑ

- Συμπληρωματικό μέρος Πειραμάτων
-

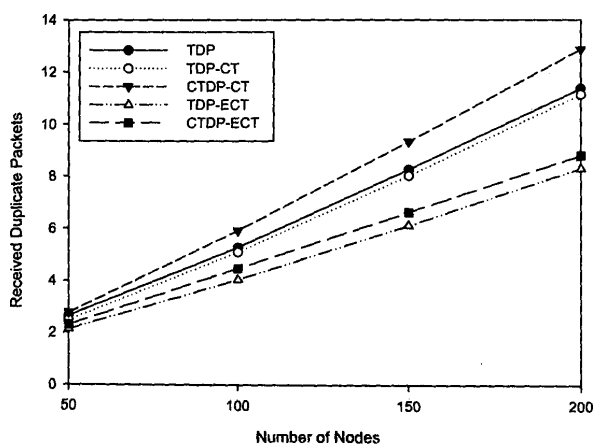
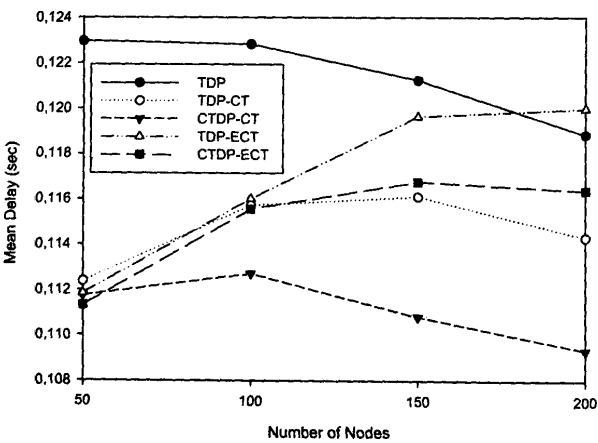
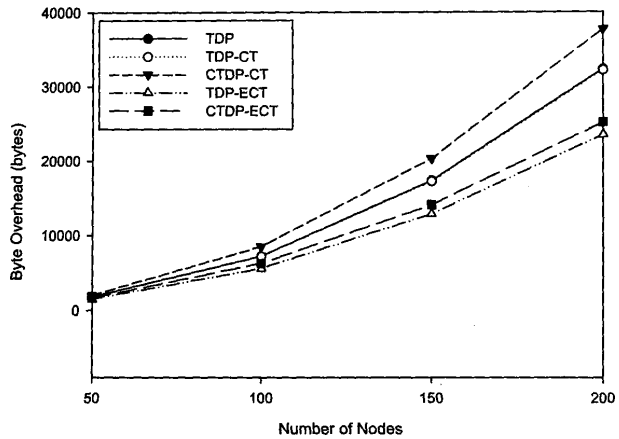
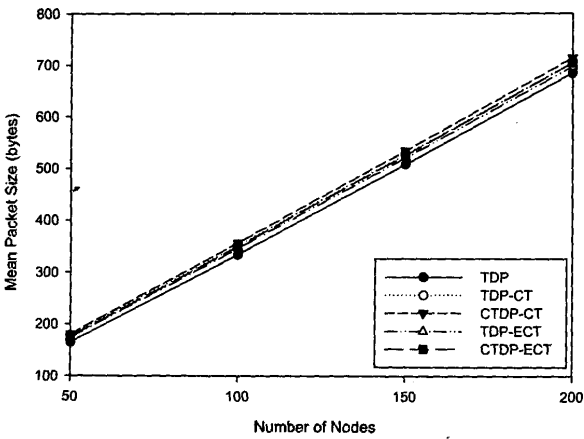
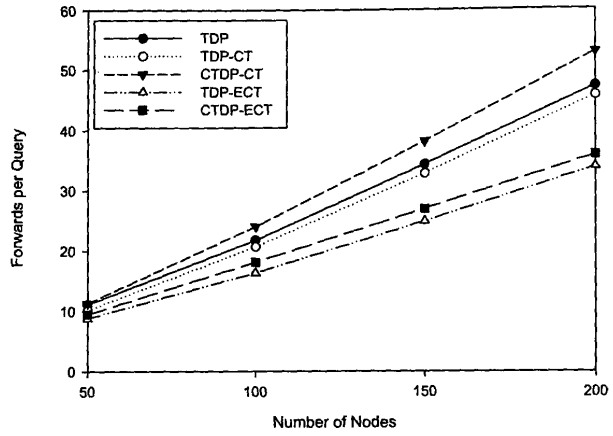
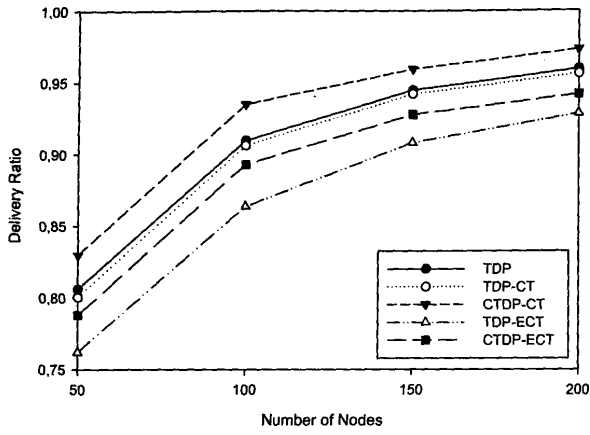
Στο Παράρτημα που ακολουθεί υπάρχουν τα αποτελέσματα των πειραμάτων 2, 3, 4 και 5 για το μοντέλο σεναρίων VANET που περιγράφηκε στο κεφάλαιο 4. Τα αποτελέσματα των πειραμάτων αυτών δεν παρουσιάζουν κάποια ποιοτική διαφορά σε σχέση με τα αντίστοιχα που περιγράφηκαν λεπτομερώς για το μοντέλο RWP στην ενότητα 4.3, γι'αυτό και εκτίθενται εδώ.





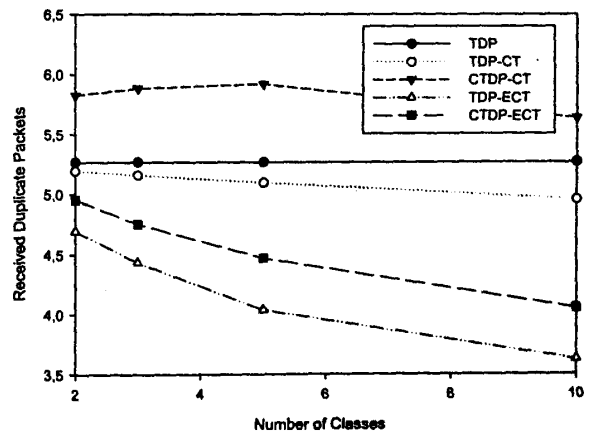
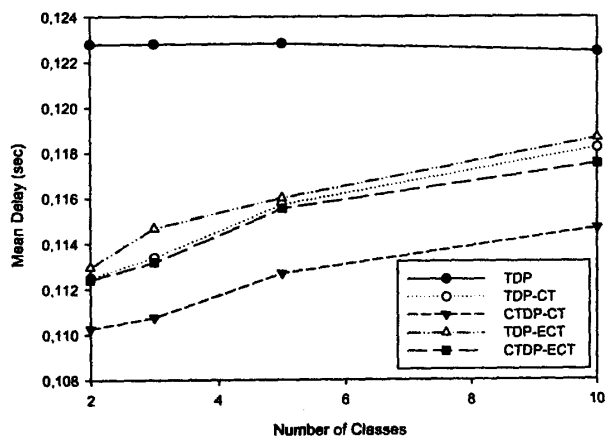
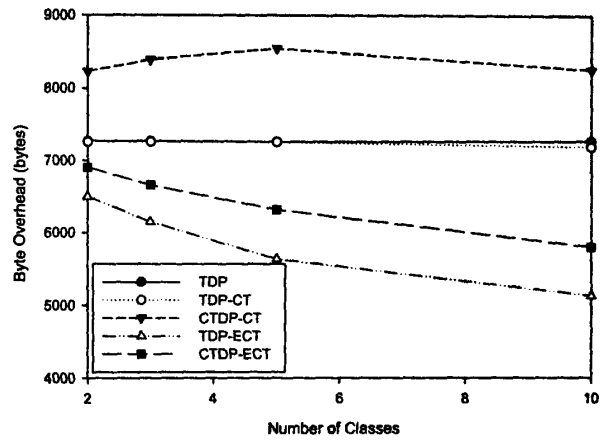
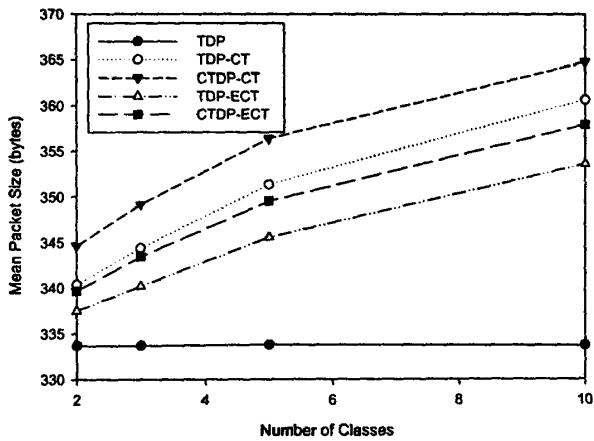
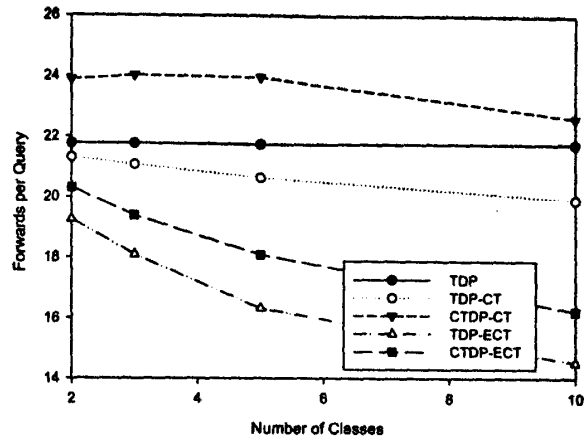
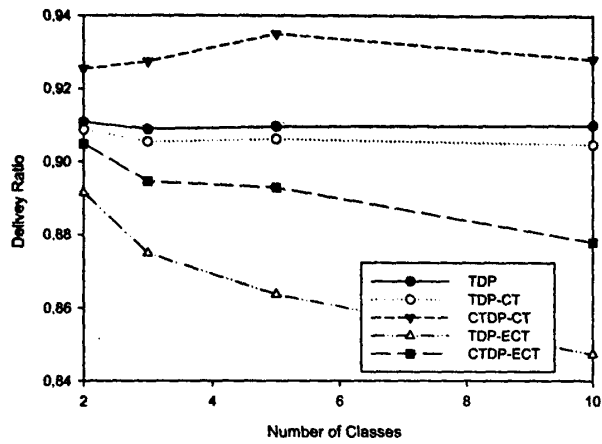
Σχήμα 5.1: Πείραμα 2: Απόδοση αλγορίθμων για μετ/νο αριθμό κόμβων για το μοντέλο VANET.





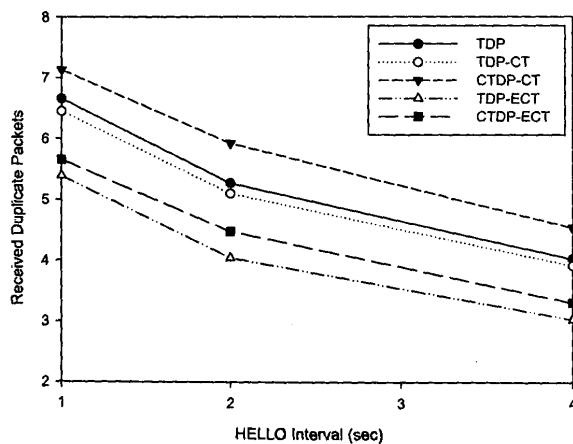
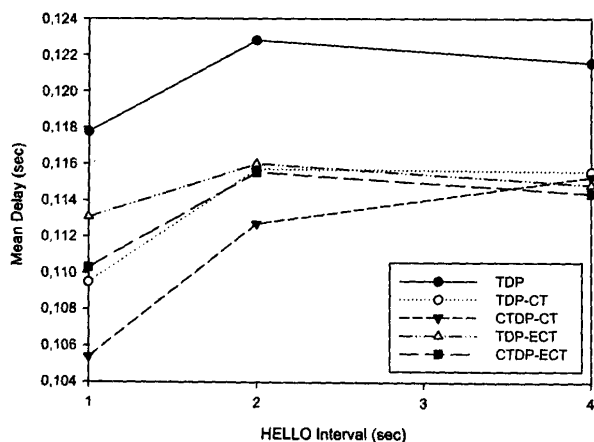
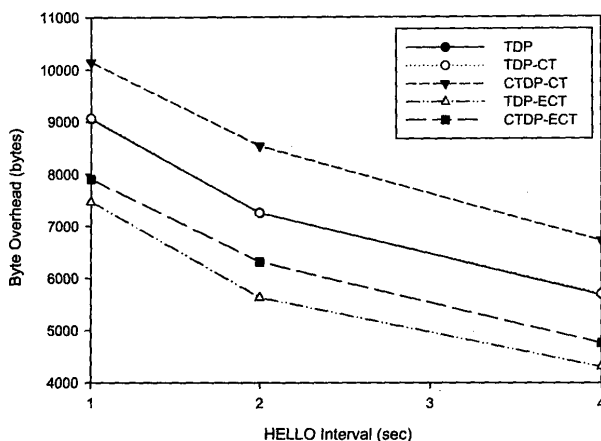
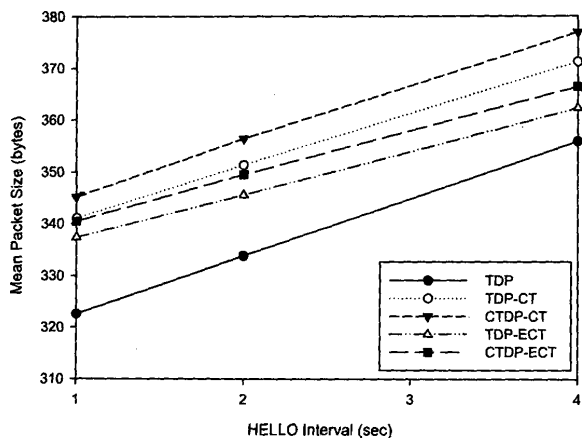
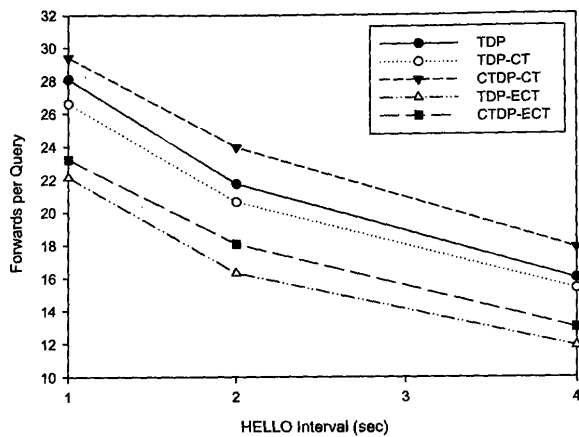
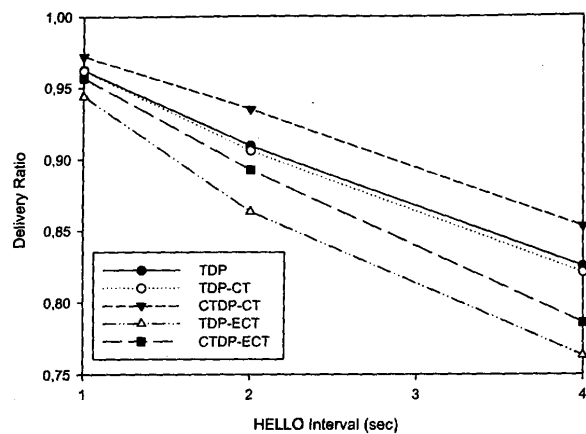
Σχήμα 5.2: Πείραμα 3: Απόδοση αλγορίθμων για μετ/νη ακτίνα εμβέλειας για το μοντέλο VANET.





Σχήμα 5.3: Πείραμα 4: Απόδοση αλγορίθμων για μετ/νο αριθμό κλάσεων για το μοντέλο VANET.





Σχήμα 5.4: Πείραμα 5: Απόδοση αλγορίθμων για μετ/νο ρυθμό αποστολής μηνυμάτων ελέγχου για το μοντέλο VANET.



ΒΙΟΓΡΑΦΙΚΟ

Ο Θεοδόσιος Αγγελίδης γεννήθηκε στη Σουηδία από Έλληνες γονείς τον Σεπτέμβριο του 1982. Μεγάλωσε κυρίως στα Ιωάννινα και το 2000 εισήχθη στο Τμήμα Πληροφορικής του πανεπιστημίου Ιωαννίνων μέσω του θεσμού των πανελληνίων εξετάσεων. Αποφοίτησε το 2005 και την ίδια χρονιά έγινε δεκτός στο μεταπτυχιακό πρόγραμμα του ίδιου τμήματος από το οποίο αποφοίτησε το 2008. Την τρέχουσα περίοδο εργάζεται ως διαχειριστής συστημάτων στο Τμήμα Πληροφορικής του Πανεπιστημίου Ιωαννίνων με σύμβαση ορισμένου χρόνου.

E-mail επικοινωνίας: T.Aggelidhs@gmail.com.

