



Πανεπιστήμιο Θεσσαλίας

Τμήμα Μηχανικών Ηλεκτρονικών Υπολογιστών,
Τηλεπικοινωνιών και Δικτύων

Διαχείριση Ασύρματων Δικτύων βασισμένων στο
πρωτόκολλο 802.11 ¹

Διπλωματική Εργασία του Γεώργιου Ζώτου

Επιβλέποντες καθηγητές: Λεάνδρος Τασιούλας
και Ιορδάνης Κουτσόπουλος

Ιούλιος 2009, Βόλος

¹Μεγιστοποίηση Διάρκειας Ζωής Ασύρματων Δικτύων - Μια Ευριστική Πρεσέγγιση

©2009 - All rights reserved

Ευχαριστίες

Καθώς γράφονται οι τελευταίες σελίδες αυτής της διπλωματικής εργασίας² θα ήθελα να ευχαριστήσω Όλους όσους στάθηκαν δίπλα μου κατά την διάρκεια των σπουδών μου. Ιδιαίτερα ευχαριστώ τους δυο επιβλέποντες καθηγητές μου κ. Λέανδρο Τασίουλα και Ιορδάνη Κουτσόπουλο για την καθοδήγηση τους καθόλη την διάρκεια των σπουδών μου. Ακόμη θα ήθελα να ευχαριστήσω την οικογένεια μου που με ενέπνευσε να ανέβω ένα σκαλοπάτι ακόμη. Τέλος ευχαριστώ τους Εμμανουήλ, Ευθύμιο, Παναγιώτη και Χριστίνα για την συνεχή τους υποστήριξη και ενθάρρυνση.

²Η παρούσα εργασία καθώς και ο κώδικας προσομοίωσης υπάρχουν στην ιστοσελίδα:<http://sites.google.com/site/gezotos>. Για περισσότερες πληροφορίες μπορείτε να επικοινωνήσετε μαζί μου στο:gezotos@gmail.com

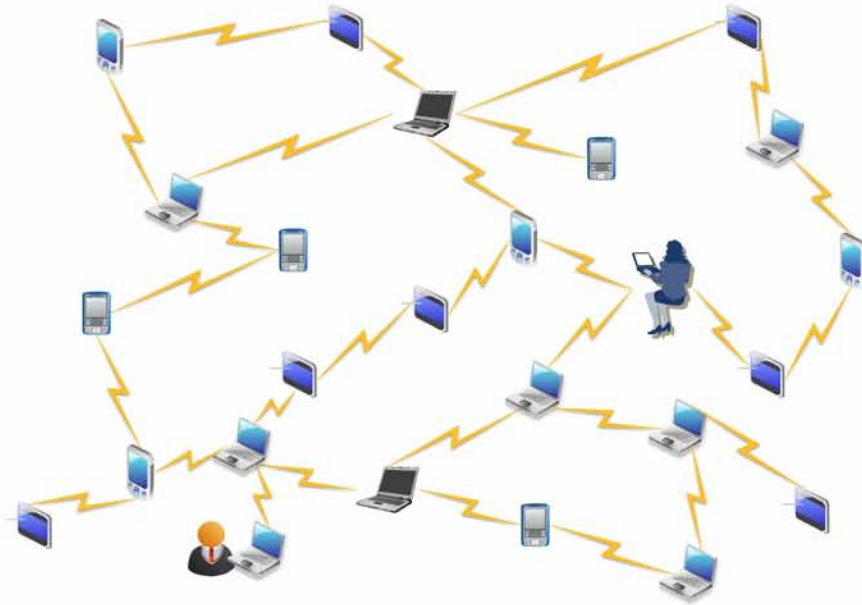
To Everyone who stood by me though I never stood by them...
Faleminderit

Περιεχόμενα

1	Σύνοψη	8
2	Κίνητρο και Σχετικές Εργασίες	9
3	Διατύπωση Προβλήματος	12
4	Προσεγγίζοντας την Λύση	15
5	Προσομοίωση και Πειραματικά Αποτελέσματα	17
6	Συμπεράσματα και Μελλοντική Εργασία	26

1 Σύνοψη

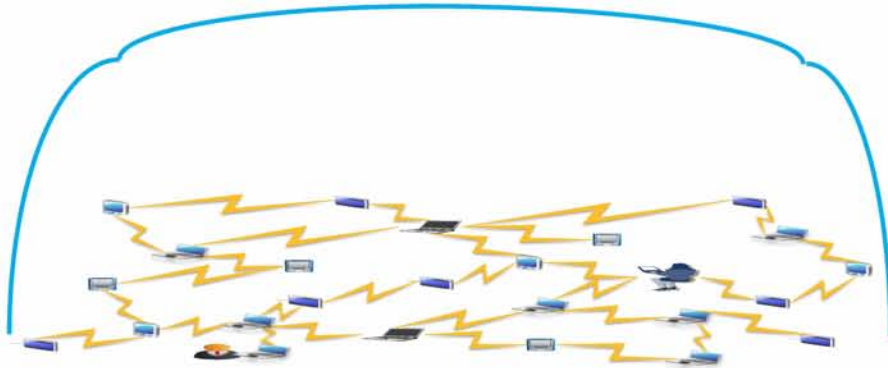
Σε αυτή τη εργασία θεωρούμε το πρόβλημα της μεγιστοποίησης της διάρκειας ζωής ενός ασύρματου δικτύου το οποίο χαρακτηρίζεται από την ύπαρξη παρεμβολής κατά την διάρκεια των μεταδόσεων του και πεπερασμένη αρχικά διαθέσιμη ενέργεια στους κόμβους του. Στόχος μας είναι να παρέχουμε στους κόμβους του δικτύου μας την δυνατότητα να ελέγχουν τις μεταδόσεις τους σύμφωνα με μια βέλτιστη διαδικασία, εξασφαλίζοντας παράλληλα ότι ο χρόνος μέχρι η ενέργεια ενός κόμβου μηδενιστεί, είναι ο μέγιστος δυνατός. Όπως θα δούμε σε λίγο αυτή η βέλτιστη προσέγγιση καταλήγει στην δημιουργία *κεντρικοποιημένων* αλγορίθμων. Στη συνέχεια εξετάζουμε μερικές ευριστικές μεθόδους των οποίων οι αποδόσεις προσεγγίζουν το ζητούμενο στόχο με έναν μη-κεντρικοποιημένο τρόπο. Στο Σχήμα 1 παρουσιάζεται ένα τυπικό δίκτυο που μας ενδιαφέρει.



Σχήμα 1: Ένα στατικό ασύρματο δίκτυο του οποίου οι κόμβοι έχουν πεπερασμένη αρχική ενέργεια μετάδοσης. Ένας κόμβος μπορεί να παράγει, να αναμεταδώσει ή να καταναλώσει κίνηση από το δίκτυο ανάλογα με την εφαρμογή που εκτελείται σε αυτό και ανάλογα με μία διαδικασία δρομολόγησης και χρονοπρογραμματισμού ενεργοποίησης των ζεύξεων του (*link scheduling*).

2 Κίνητρο και Σχετικές Εργασίες

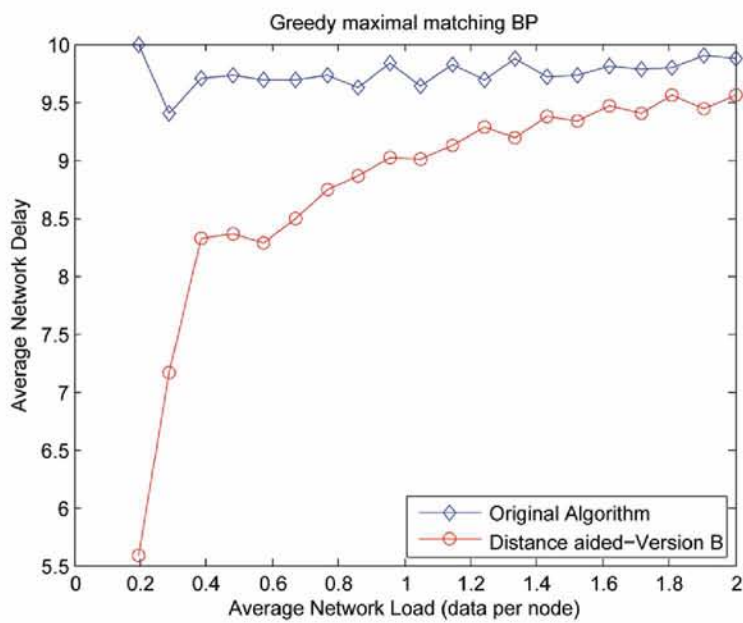
Τα ασύρματα ad-hoc δίκτυα έχουν τύχει αρκετής έρευνας από την ακαδημαϊκή κοινότητα για αρκετά χρόνια πλέον. Σε αυτή την εργασία παρουσιάζουμε μερικές απλές ιδέες πάνω στην δρομολόγηση δεδομένων και τον χρονοπρογραμματισμό ενεργοποίησης ζεύξεων σε ένα ασύρματο δίκτυο σεβόμενοι κάποιους περιορισμούς οι οποίοι περιγράφονται αναλυτικά σε επόμενες ενότητες. Οι έννοιες του χρονοπρογραμματισμού Back Pressure και Lyapunov Drift, που πρωτοπαρουσιάστηκαν στο [1] έχουν τύχει αρκετής μελέτης και εφαρμογής. Μιλώντας ανεπίσημα ο αλγόριθμος Back Pressure (BP) προσπαθεί να καταναείμει ομοιόμορφα το **φόρτο του δικτύου** (εξισορρόπηση ουρών δεδομένων) με σκοπό να ικανοποιήσει το μέγιστο δυνατό ρυθμό άφιξης δεδομένων (throughput) διατηρώντας παράλληλα εξισορροπημένα μήκη ουρών δεδομένων, όπως παρουσιάζεται στο Σχήμα 2.



Σχήμα 2: Τα εξισορροπημένα μήκη ουρών δεδομένων οδηγούν σε ομοιόμορφη κατανομή του φόρτου δεδομένων στο δίκτυο, ιδιαίτερα σε περιπτώσεις που αυτό είναι υπερ-φορτωμένο, όπου παλαιά δεδομένα σπρώχνονται προς το εσωτερικό του δικτύου δημιουργώντας χώρο για νέα.

Παρόλο που αυτή η προσέγγιση επιτυγχάνει το μέγιστο δυνατό ρυθμό άφιξης δεδομένων, η επίδοση της όσον αφορά την μέση καθυστέρηση πακέτου δεδομένων δεν είναι η καλύτερη δυνατή. Στην χειρότερη περίπτωση, όταν το δίκτυο είναι υπο-φορτωμένο (όταν δηλαδή ο ρυθμός άφιξης δεδομένων είναι πολύ μικρότερος από την χωρητικότητα του δικτύου), τα πακέτα δεδομένων που εισάγονται σε αυτό μπορεί απλώς να πραγματοποιούν τυχαίους περίπατους, πιθανώς περνώντας από την ίδια διαδρομή παραπάνω από μια φορά, μέχρις ότου τελικά να παραδοθούν στους κόμβους προορισμού τους. Μια ελαφρώς διαφορετική έκδοση του αλγορίθμου BP, που στηρίζεται σε ταιριάσματα με το μέγιστο δυνατό πλήθος ζεύξεων (*Greedy Maximal Matching*) μπορεί εύκολα να προσομοιωθεί και η επίδοση της παρουσιάζεται στο Σχήμα 3. Αυτή η συμπεριφορά παρατηρείται και στο [2] και στα [3], [4], [5] από όπου και δανειζόμαστε τα Σχήματα 4 και 5.

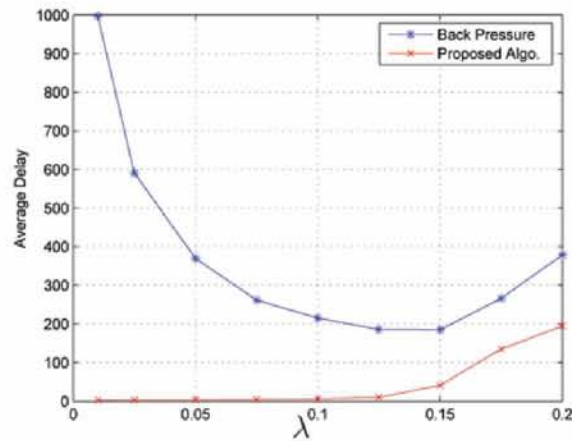
Άλλο ένα γνώρισμα του κλασσικού κεντρικοποιημένου αλγορίθμου BP είναι ότι η διαδικασία χρονοπρογραμματισμού ζεύξεων που χρησιμοποιεί (maximum weight-



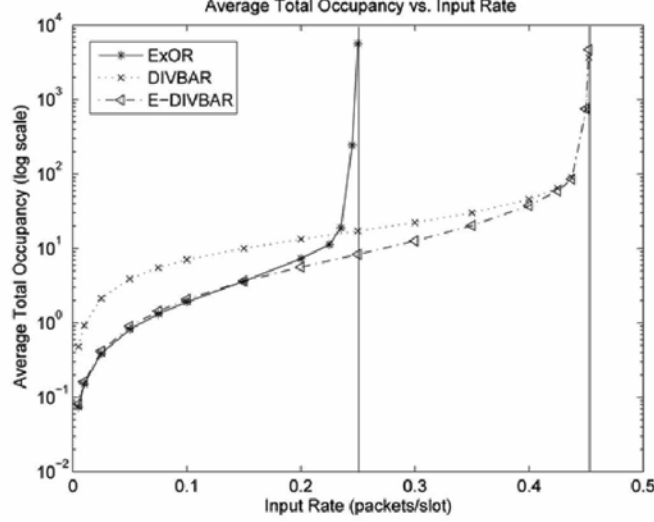
Σχήμα 3: Μέση καθυστέρηση δεδομένων σύμφωνα με το χρονοπρογραμματισμό greedy maximal scheduling. Όταν το δίκτυο είναι υπο-φορτωμένο τα δεδομένα μπορεί απλώς να πραγματοποιούν τυχαίους περιπάτους οδηγώντας έτσι σε μεγάλες καθυστερήσεις παράδοσης δεδομένων.

ed matching), για αυθαίρετη τοπολογία δικτύου και περιορισμούς μετάδοσης, είναι αρκετά πολύπλοκη να υπολογισθεί (σε μερικές περιπτώσεις έως και NP-Hard). Για αυτό το λόγο, κάποιες προσεγγίσεις του, πολυωνυμικής ή και σταθερής πολυπλοκότητας έχουν μελετηθεί σχετικά πρόσφατα ([7] - [11]).

Επηρεαζόμενοι από την συμπεριφορά και τις απαιτήσεις ενός αλγορίθμου που βασίζεται στον BP, προτείνουμε την χρήση αλγορίθμων που λαμβάνουν υπόψη τους την απόσταση μεταξύ δυο κόμβων του δικτύου μας και οι οποίοι θα είναι, υπολογιστικά, λιγότερο απαιτητικοί και όχι κατανάγκη κεντριοποιημένοι. Η γενική ιδέα είναι να προσδώσουμε στον αλγόριθμο BP μια ελαφριά γνώση για την τοπολογία του δικτύου όπου εκτελείται. Αυτή η γνώση τοπολογίας θα μπορούσε π.χ να είναι η εκτιμώμενη απόσταση ενός κόμβου από τον προορισμό του μετρούμενη σε αριθμό hops ή σε χρόνο μετάδοσης. Αυτές οι σχέψεις παρουσιάζονται αυστηρότερα στην επόμενη Ενότητα.



Σχήμα 4: Ρυθμός άφιξης δεδομένων λ ως προς την Μέση καθυστέρηση δεδομένων όπως παρουσιάζεται στο [2].



Σχήμα 5: Ρυθμός άφιξης δεδομένων ως προς το Μέσο συνοστισμό δεδομένων (congestion) όπως παρουσιάζεται στο [3], [4] και [5].

3 Διατύπωση Προβλήματος

Έστω \mathcal{N} και \mathcal{L} το σύνολο των κόμβων και ζεύξεων (ακμών) αντίστοιχα στο δίκτυο μας. Για κάθε δυο κόμβους $i, j \in \mathcal{N}$ υπάρχει μια ζεύξη $(i, j) \in \mathcal{L}$ ανάλογα με το αν ο κόμβος j βρίσκεται στην ακτίνα μετάδοσης του κόμβου i . Υποθέτουμε ότι κάθε κόμβος $i \in \mathcal{N}$ την χρονική στιγμή t διαθέτει μια υπολειπόμενη ποσότητα ενέργειας εκπομπής $E_i(t)$ [Joule], με $E_i(0)$ να είναι η αρχικά διαθέσιμη ενέργεια στον κόμβο i . Έστω $e_{ij}(t)$ [$\frac{Joule}{bit}$] η ενέργεια ανά μονάδα δεδομένων που απαιτείται για επιτυχή μετάδοση μεταξύ των κόμβων i και j το χρόνο t και έστω $q_{ij}^d(t)$ [$\frac{bit}{sec}$], ο άγνωστος ρυθμός μετάδοσης ανά μονάδα χρόνου προορισμένος για τον κόμβο d , που η ζεύξη (i, j) μεταδίδει την χρονική στιγμή t . Σε αυτή την εργασία θεωρούμε αμετάβλητες ως προς το χρόνο συνθήκες του καναλιού μετάδοσης οπότε $e_{ij}(t) = e_{ij}, \forall t$. Επιπλέον, έστω $Q_{id}, i \neq d$ [$\frac{bit}{sec}$] ο ρυθμός δεδομένων που ο κόμβος i σκοπεύει να μεταδώσει στον κόμβο d και έστω $E(t) = \{E_i(t) : \forall i \in \mathcal{N}\}$, $e = \{e_{ij} : \forall i \neq j \in \mathcal{N}\}$, $q = \{q_{ij}^d(t) : \forall i \neq j, d \in \mathcal{N}\}$, τα αντίστοιχα διανύσματα υπολειπόμενης ενέργειας, απαιτούμενης ενέργειας και ρυθμού μετάδοσης δεδομένων.

Χρησιμοποιώντας τις ποσότητες που αναφέρθηκαν παραπάνω, ορίζουμε ως **Διάρκεια Ζωής** T_i του κόμβου i :

$$T_i(q) = \frac{E_i(t)}{\sum_{j \text{ in range of } i} e_{ij} \sum_d q_{ij}^d(t)}$$

Αν θεωρήσουμε ότι:

$$q_{ij}^d(t) = \begin{cases} q_{ij}^d(t) & \text{if } j \text{ is in range of } i \\ 0 & \text{if } j \text{ is not in range of } i \end{cases}$$

τότε

$$T_i(q) = \frac{E_i(t)}{\sum_j e_{ij} \sum_d q_{ij}^d(t)} \quad (1)$$

Μπορούμε πλέον να ορίσουμε την *Διάρκεια Ζωής του Δικτύου Z* ως:

$$Z(q) = \min_i \{T_i(q) : i \in \mathcal{N}\} \quad (2)$$

Είναι προφανές ότι η μεταβλητή Z πρέπει να ικανοποιεί την παρακάτω ανισότητα:

$$Z(q) \leq \frac{E_i(t)}{\sum_j e_{ij} \sum_d q_{ij}^d(t)}$$

Σε αυτή την περίπτωση το αρχικό πρόβλημα που επιθυμούμε να λύσουμε είναι:

Πρόβλημα 1

$$\max_{Z,q} Z$$

subject to

$$\sum_j q_{ji}^d(t) + Q_{id}(t) \leq \sum_k q_{ik}^d(t) \quad \forall i \neq d \in \mathcal{N} \quad (3)$$

$$Z(q) \leq \frac{E_i(t)}{\sum_j e_{ij} \sum_d q_{ij}^d(t)} \quad \forall i \in \mathcal{N} \quad (4)$$

Ας σημειωθεί ότι ο περιορισμός (3) υπάρχει λόγω της διατήρησης της ροής στον κόμβο i .

Στη συνέχεια αγνοούμε την πολύπλοκη περιγραφή των ποσοτήτων που μας ενδιαφέρουν και αναφερόμαστε πλέον στους αντίστοιχους μέσους όρους τους, θεωρώντας παράλληλα μια λειτουργία του δικτύου βασισμένη σε διακριτό χρόνο (χρονοθυρίδες). Δηλαδή θεωρούμε: $\frac{1}{T} \int_T q_{ij}^d(t) dt = q_{ij}^d$, $\frac{1}{T} \int_T Q_{id}(t) dt = Q_{id}$ και $\frac{1}{T} \int_T E_i(t) dt = E_i$, $\forall i \neq d, j \in \mathcal{N}$.

Πρωτού προχωρήσουμε με την επίλυση του προβλήματος μας ας κάνουμε μερικές τελικές υποθέσεις σχετικά με τον χρονοπρογραμματισμό ζευξων που θα λαμβάνουν χώρο κατά την λειτουργία του δικτύου μας λόγω της ύπαρξης παρεμβολής κατά την διάρκεια δυο ή περισσότερων ταυτόχρονων μεταδόσεων. Θεωρώντας ότι οποιοδήποτε δυο κόμβοι που βρίσκεται ο ένας στην ακτίνα μετάδοσης του άλλου μπορούν να επικοινωνήσουν μόνο μεταξύ τους και με το πολύ ένα κόμβο ανά χρονική στιγμή, είναι απαραίτητος ένας χρονοπρογραμματισμός ζευξων

προκειμένου να αποφύγουμε τις άσκοπες συγκρούσεις μεταδόσεων (collisions) Έστω $A_m, m = 1, 2, \dots, M$ ένα σύνολο από hops έτσι ώστε για κάποιο d και m :

$$q_{ij}^d = \begin{cases} 1 & \text{if } (i, j) \in A_m, \\ 0 & \text{if } (i, j) \notin A_m \end{cases}$$

Επομένως τα επιλεγμένα hops³ που ανήκουν στο A_m μπορούν να μεταδώσουν ταυτόχρονα, ενώ οποιοδήποτε άλλο hop πρέπει να μείνει σιωπηλό. Όπως είναι τώρα κατανοητό, M είναι το πλήθος των εφικτών χρονοπρογραμματισμών ζεύξεων στο δίκτυο μας. Έστω π_m το ποσοστό του χρόνου που το δίκτυο μας αποφασίζει να χρησιμοποιήσει το schedule m . Τότε, ο μέσος ρυθμός που το hop (i, j) μεταδίδει δεδομένα είναι:

$$q_{ij} = \sum_{m:(i,j) \in A_m} \pi_m \quad (5)$$

Αυτό συνεπάγεται ότι

$$\sum_m \pi_m = 1 \quad (6)$$

και

$$\sum_d q_{ij}^d = q_{ij} \quad (7)$$

Τροποποιώντας ελαφρά το αρχικό πρόβλημα και ενσωματώνοντας σε αυτό τις ισότητες (5), (6), και (7), λαμβάνουμε:

Πρόβλημα 2

$$\max_{\pi, q, Z} Z$$

subject to

$$\sum_j \hat{q}_{ji}^d + ZQ_{id} \leq \sum_k \hat{q}_{ik}^d \quad \forall i \neq d \in \mathcal{N} \quad (8)$$

$$\sum_j e_{ij} \sum_d \hat{q}_{ij}^d \leq E_i \quad \forall i \in \mathcal{N} \quad (9)$$

$$\sum_{m=1}^M \pi_m = 1 \quad (10)$$

$$q_{ij} = \sum_{m:(i,j) \in A_m} \pi_m \quad (11)$$

$$\sum_d q_{ij}^d = q_{ij} \quad (12)$$

με $\hat{q}_{ji}^d = Zq_{ji}^d$

³Σε αυτή την περίπτωση η ζεύξη $(i, j) \equiv$ ζεύξη (j, i) .

4 Προσεγγίζοντας την Λύση

Είναι εύκολο να δούμε ότι εάν εφαρμόσουμε τον απλό μετασχηματισμό $\hat{q}_{ji}^d = Zq_{ji}^d$, το Πρόβλημα 1 είναι ένα πρόβλημα Γραμμικού Προγραμματισμού ως προς τις άγνωστες ποσότητες Z και $\hat{q}_{ij}^d \forall j, i \neq d \in \mathcal{N}$. Το Πρόβλημα 2 ωστόσο είναι ένα συνδιαστικό πρόβλημα μιας και προσπαθεί να μεγιστοποιήσει το χρόνο ζωής του δικτύου Z ως προς όλα τα πιθανά schedulings π . Μπορούμε να αποκτήσουμε περισσότερη διαίσθηση εάν εξετάσουμε το δυικό του πρόβλημα μέσω των αντίστοιχων πολλαπλασιαστών Lagrange (λ_{id} για (8) και ν_i για (9)). Η συνάρτηση Lagrange που αντιστοιχεί στο Πρόβλημα 2 είναι:

$$g(\lambda, \nu) = \max_{\pi, q, Z} \left\{ Z - \sum_i \sum_{d \neq i} \lambda_{id} \left(\sum_j \hat{q}_{ji}^d + ZQ_{id} - \sum_k \hat{q}_{ik}^d \right) - \sum_i \nu_i \left(\sum_j e_{ij} \sum_d \hat{q}_{ij}^d - E_i \right) \right\} \quad (13)$$

και το δυικό πρόβλημα που καλούμαστε να επιλύσουμε είναι:

$$\min_{\lambda \geq 0, \nu \geq 0} g(\lambda, \nu) = \min_{\lambda, \nu} \left\{ \max_{\pi, q, Z} \left\{ Z - \sum_i \sum_{d \neq i} \lambda_{id} \left(\sum_j \hat{q}_{ji}^d + ZQ_{id} - \sum_k \hat{q}_{ik}^d \right) - \sum_i \nu_i \left(\sum_j e_{ij} \sum_d \hat{q}_{ij}^d - E_i \right) \right\} \right\} \quad (14)$$

Προσέξτε ότι η σχέση (13) μπορεί να ξαναγραφτεί ως:

$$\max_Z \left\{ Z - \sum_i \sum_{d \neq i} \lambda_{id} ZQ_{id} \right\} \quad (15)$$

$$+ \max_{\pi, q} \left\{ \sum_i \sum_{d \neq i} \lambda_{id} \left(\sum_k \hat{q}_{ik}^d - \sum_j \hat{q}_{ji}^d \right) + \sum_i \nu_i \left(E_i - \sum_j e_{ij} \sum_d \hat{q}_{ij}^d \right) \right\} \quad (16)$$

Εάν μας ενδιέφερε η μεγιστοποίηση της ρυθμαπόδοσης του δικτύου (network throughput), το υποπρόβλημα (15) θα αντιστοιχούσε στο κομμάτι του ελέγχου συμμόρφωσης. Τώρα όμως ενδιαφερόμαστε στην μεγιστοποίηση του χρόνου ζωής για δεδομένους ρυθμούς παραγωγής κίνησης Q_{id} οπότε ας εξετάσουμε πιο προσεκτικά το υποπρόβλημα με Περιορισμούς 2, μέσω των πολλαπλασιαστών Lagrange μετατράπηκε σε ένα πρόβλημα χωρίς περιορισμούς. Μπορούμε επομένως να χρησιμοποιήσουμε κάποια γνωστή μέθοδο (π.χ βασισμένων στην κλίση μιας συνάρτησης) προκειμένου

να λύσουμε το δικό πρόβλημα (14). Εφόσον επιθυμούμε να ελαχιστοποιήσουμε την $g(\lambda, \nu)$ μπορούμε να χρησιμοποιήσουμε μια μέθοδο απότομης καθόδου (gradient descent) προκειμένου να βρούμε την λύση της. Η εξέλιξη του (SP) ως προς το λ είναι:

$$\frac{\vartheta(SP)}{\vartheta(\lambda_{id})} = - \left(\sum_k \hat{q}_{ik}^d - \sum_j \hat{q}_{ji}^d \right) = \left(\sum_j \hat{q}_{ji}^d - \sum_k \hat{q}_{ik}^d \right)^+ \quad (17)$$

όπου

$$(x)^+ = \begin{cases} x & \text{if } x \geq 0 \\ 0 & \text{if } x < 0 \end{cases}$$

Ας σημειωθεί ότι το αρνητικό πρόσημο στο (17) ωφείλεται στην μέθοδο της απότομης καθόδου. Παρατηρούμε ότι η εξέλιξη του (SP) είναι η κίνηση δεδομένων που εισέρχεται στον κόμβο i και προορίζεται για τον κόμβο d μείον την κίνηση δεδομένων που εξέρχεται του κόμβου i και προορίζεται για τον κόμβο d . Αυτή η σχέση μοιάζει αρκετά με την **εξέλιξη του μήκους της ουράς** που διατηρείται στον κόμβο i για λογαριασμό του κόμβου d . Ομοίως, η εξέλιξη του (SP) ως προς το ν είναι:

$$\frac{\vartheta(SP)}{\vartheta(\nu_i)} = - \left(E_i - \sum_j e_{ij} \sum_d \hat{q}_{ij}^d \right) = \left(\sum_j e_{ij} \sum_d \hat{q}_{ij}^d - E_i \right)^+ \quad (18)$$

Παρατηρήστε ότι και τα δυο Προβλήματα 1 και 2 μπορούν να λυθούν **κεντρικοποιημένα** μόνο εάν γνωρίζουμε **πλήρως** τους ρυθμούς παραγωγής κίνησης Q_{id} , τις απαιτήσεις σε ενέργεια e_{ij} και τις αρχικές ενέργειες στους κόμβους, E_i . Επιπλέον πληροφορία μπορεί να χρειαστεί να ανταλλάγει ανάμεσα στους κόμβους εάν επιστρέψουμε μια διαδικασία που ανανεώνει τους πολλαπλασιαστές λ και ν πιθανότατα μέσω των σχέσεων (17) και (18) αντίστοιχα. Τέλος, ένας μεγάλος όγκος πληροφοριών θα χρειαστεί να συγκεντρωθεί σε κάποιο κεντρικό κόμβο υπεύθυνο για την εύρεση των κατάλληλων χρονοπρογραμματισμών ζεύξεων όπως αναφέρθηκε στην Ενότητα 2.

Λόγω της κεντρικοποιημένης φύσης του Προβλήματος 2, αναζητούμε μια **προσεγγιστική** λύση του στην οποία μπορούμε να φτάσουμε μέσω μιας μη κεντρικοποιημένης διαδικασίας. Αναζητούμε δηλαδή τρόπους για το πως πρέπει να λειτουργήσει το δίκτυο μας με σκοπό **ασυμπτωτικά**, να πετύχουμε την μεγιστοποίηση της διάρκειας ζωής του δικτύου μας. Οι σχέσεις (17) και (18) μπορούν να μας βοηθήσουν σε αυτό. Συγκεκριμένα, η σχέση (17) μας πληροφορεί ότι προκειμένου να ελαχιστοποιήσουμε την (14) θα πρέπει να ακολουθήσουμε μια προσέγγιση παρόμοια με το BP, μεγιστοποιώντας την κίνηση που εξέρχεται από έναν κόμβο, ενώ η σχέση (18) μας ενημερώνει ότι το ζεύγος ενός κόμβου με σχετικά υψηλή υπολειπόμενη ενέργεια ο οποίος μεταδίδει στον **πλησιέστερο** (από άποψη ενέργειας) κόμβο, αποτελεί μια αρκετά πιθανή υποψήφια προς ενεργοποίηση ζεύξη. Ενσωματώνουμε επομένως τις δυο προηγούμενες παρατηρήσεις σε ένα νέο αλγόριθμο (έστω **Initial Algorithm**) και προσομοιώνουμε την επίδοση του ως

προς την Υπολειπόμενη Ενέργεια (Remaining Energy), Διάρκεια Ζωής του Δικτύου (Network Lifetime), Ποσοστό των Δεδομένων που στάλθηκαν Επιτυχώς (Percentage of Data successfully Sent) και ως προς την Μέση Καθυστέρηση Δεδομένων (Average Data Delay).

5 Προσομοίωση και Πειραματικά Αποτελέσματα

Σε αυτή την Ενότητα παρουσιάζουμε μερικά αποτελέσματα κάποιων αλγορίθμων που βασίζονται στις παρατηρήσεις της Ενότητας 4 και 2. Όλες οι προσομοιώσεις που εμφανίζονται στην συνέχεια βασίζονται σε *Βεβαρημένα Ταίριασματα Ζεύξεων* (Weighted Link Matchings). Όπως αναφέρθηκε στην Ενότητα 2, τα *Μέγιστα Βεβαρημένα Ταίριασματα* (Maximum Weighted Matchings) είναι ιδιαίτερα απαιτητικά στον υπολογισμό τους. Γιαυτό το λόγο προτείνουμε την χρήση απλούστερων υπολογιστικά *Άπληστων Πλήρων Ταίριασμάτων* (Greedy Maximal Matchings), με σκοπό σε κάθε χρονική στιγμή λειτουργίας του δικτύου μας να υπολογίζουμε τό κατάλληλο υποσύνολο ζεύξεων που μπορούν να μεταδώσουν ταυτόχρονα. Είναι γνωστό ότι το συνολικό βάρος ενός πλήρους ταίριασματος⁴ ισούται με τουλάχιστον το μισό του συνολικού βάρους ενός μέγιστου ταίριασματος. Τα αποτελέσματα που παρουσιάζονται παρακάτω έχουν προκύψει από τις παρακάτω υποθέσεις:

- Όλοι οι κόμβοι είναι τοπολογικά τοποθετημένοι σε ένα πλέγμα, έχοντας ως γείτονες το πολύ 4 άλλους κόμβους.
- Ο ρυθμός παραγωγής κίνησης στον κόμβο i , Q_{id} προσομοιώνεται ως άμεσα διαθέσιμος φόρτος δεδομένων προς αποστολή και εξαρτάται από μια μεταβλητή παράμετρο (load per node).
- Σε κάθε διακριτή χρονική στιγμή, ένα άπληστο πλήρες ταίριασμα επιλέγεται από το σύνολο των εφικτών ταίριασμάτων. Κάθε προτεινόμενος αλγόριθμος διαφέρει στον τρόπο που ορίζουμε το βάρος μιας ζεύξης.
- Η ποσότητα ενέργειας μετάδοσης $e_{i,j}$ ισούται με 1 εάν $j \in Neighbor\{i\}$, διαφορετικά ισούται με 0. Αφού ο λιγότερο, ενεργειακά, απαιτητικός κόμβος j , που ο κόμβος i μπορεί να μεταδώσει μπορεί να είναι οποιοσδήποτε γείτονας του, θεωρούμε την παρακάτω εναλλακτική προσέγγιση: ο λιγότερο ενεργειακά απαιτητικός κόμβος j αντικαθίσταται από τον γείτονα κόμβο με την υψηλότερη υπολειπόμενη ενέργεια.
- Το βάρος μιας ζεύξης ορίζεται ως:

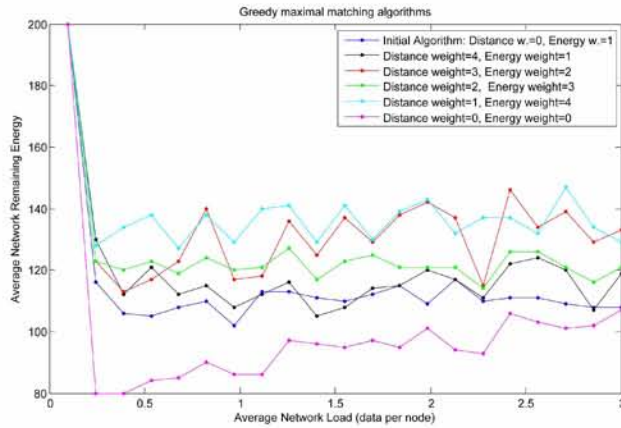
⁴Πλήρες ονομάζεται ένα ταίριασμα που αν προσθέσουμε έστω και μια παραπάνω ζεύξη στο ταίριασμα, αυτό παύει να είναι ταίριασμα ενώ Μέγιστο ονομάζεται ένα ταίριασμα που έχει το μέγιστο δυνατό συνολικό βάρος.

$$\begin{aligned}
weight_{link(i,j)} = & \max_d \{ Queue\ Size(i)^d - Queue\ Size(j)^d \\
& - Distance\ weight(Distance(j, d)) \\
& + Energy\ weight(Remaining\ Enegy(j)) \}
\end{aligned}$$

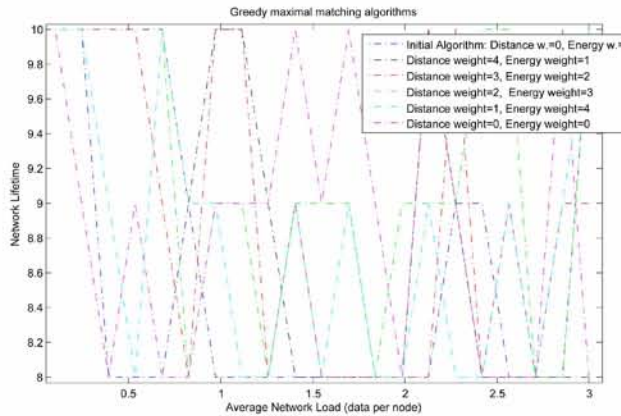
όπου $Distance(j, d)$ είναι η απόσταση, μετρούμενη σε αριθμό hops, του κόμβου i από τον κόμβο προορισμό d .

Τα Σχήματα (6)-(9) αναφέρονται σε ένα πλέγμα 25 κόμβων με αρχικά διαθέσιμη ενέργεια 8 μονάδων ενέργειας, ίση για όλους τους κόμβους. Αφού $e_{i,j}$ ισούται με 1 εάν $j \in Neighbor\{i\}$, ένας κόμβος μπορεί να πραγματοποιήσει το πολύ 8 μεταδώσεις δεδομένων προτού τελειώσει η ενέργεια του. Για κάθε διαφορετική τιμή του φόρτου δεδομένων προς αποστολή (load per node), προσομοιώνουμε τις αποδόσεις των αλγορίθμων μας για 10 χρονικές στιγμές. Όσον αφορά την διάρκεια ζωής του δικτύου, αρχικοποιούμε την τιμή της στην τιμή 10 για τις διάφορες τιμές του φόρτου δεδομένων προς αποστολή. Επομένως εάν κάποιος αλγόριθμος παρακάτω επιτύχει διάρκεια ζωής του δικτύου ίση με το χρόνο προσομοίωσης (10), αυτό σημαίνει ότι κανένας κόμβος στην συγκεκριμένη προσομοίωση δεν ξόδεψε εντελώς την ενέργεια μετάδοσης του. Θυμίζουμε ότι, όπως αναφέραμε στην Ενότητα 2, ενδιαφερόμαστε κυρίως να εξετάσουμε τις αποδόσεις των αλγορίθμων μας για χαμηλές τιμές φόρτου δεδομένων προς αποστολή όπου όπως είδαμε οι αλγόριθμοι μέγιστων ταιριασμάτων, οι οποίοι δεν λάμβανουν υπόψη τους τον κόμβο προορισμό, δεν έχουν και τις καλύτερες επιδόσεις ως προς την μέση καθυστέρηση δεδομένων.

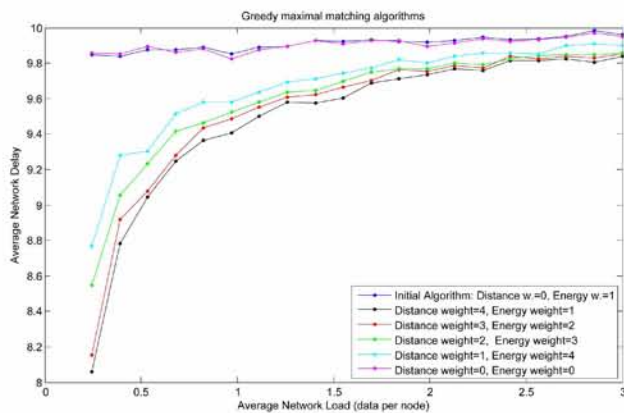
Τα Σχήματα (10)-(13) αναφέρονται σε ένα πλέγμα 16 κόμβων με αρχικά διαθέσιμη ενέργεια 6 μονάδων για όλους τους κόμβους καθώς προσομοιώνουμε τις επιδόσεις τους για 20 χρονικές μονάδες, ενώ τα Σχήματα (14)-(17) αναφέρονται σε ένα πλέγμα 9 κόμβων με αρχικά διαθέσιμη ενέργεια 4 μονάδων για και χρόνο προσομοίωσης ίσο με 40 χρονικές μονάδες.



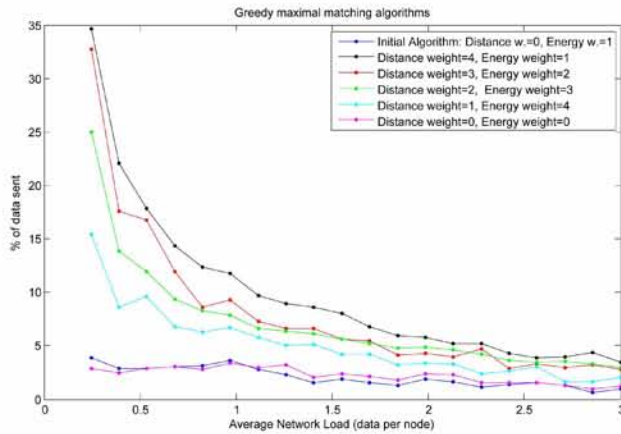
Σχήμα 6: Μέση Υπολειπόμενη Ενέργεια ως προς το Μέσο Φόρτο Δεδομένων προς Αποστολή. Ο αρχικός αλγόριθμος (Initial Algorithm) είναι εκείνος που προκύπτει από τις σχέσεις (17) και (18). Οι τροποποιημένοι αλγόριθμοι που λαμβάνουν υπόψη τους την απόσταση και την υπολειπόμενη ενέργεια ενός κόμβου δείχνουν καθαρά μια προσέγγιση προσανατολισμένη στην διατήρηση της ενέργειας στο δίκτυο μας, με τα ζεύγη (βάρους Απόστασης, βάρους Ενέργειας)=(1,4) και (3,2) να σημειώνουν τις καλύτερες επιδόσεις. Ας σημειωθεί ότι οι απλοί αλγόριθμοι (0,0) και (0,1) που λαμβάνουν υπόψη τους κυρίως τα μήκη ουρών στο δίκτυο μας, φαίνεται να υστερούν συγκρινόμενοι με τους υβριδικούς αλγορίθμους, γεγονός που δεν παρατηρήθηκε στην προσέγγιση μας στην Ενότητα 4.



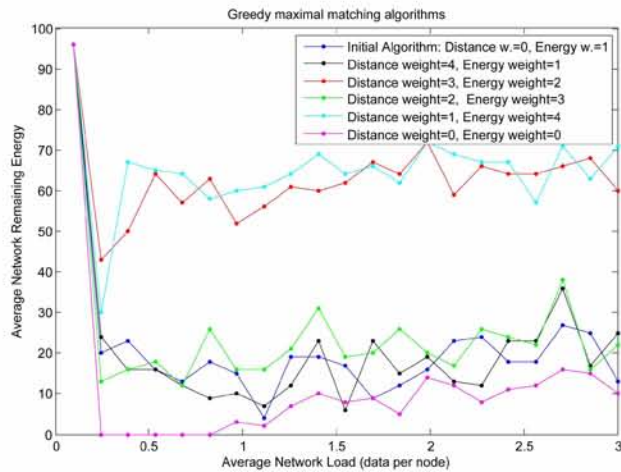
Σχήμα 7: Διάρκεια Ζωής Δικτύου για διάφορες τιμές του Μέσου Φόρτου Δεδομένων προς Αποστολή. Εφόσον η διάρκεια ζωής αποτελεί στην ουσία μια αρκετά περιοριστική ειδική περίπτωση της διαχείρισης της ενέργειας στο δίκτυο μας, δεν μπορούμε εύκολα να αποφανθούμε για την κατάταξη των αλγορίθμων μας ως προς το μέτρο αυτό.



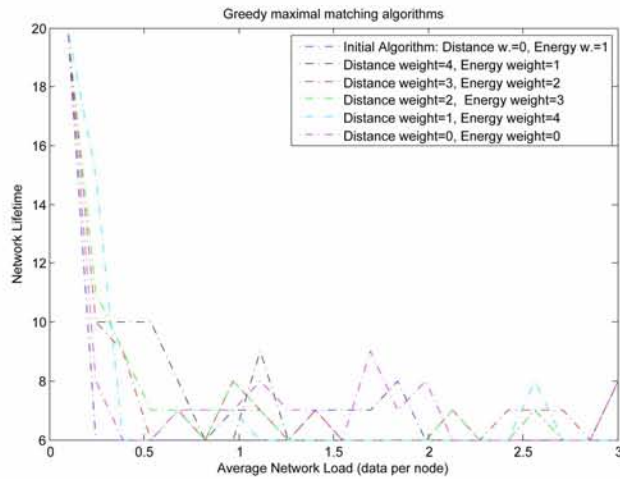
Σχήμα 8: Μέση Καθυστέρηση Δεδομένων ως προς το Μέσο Φόρτο Δεδομένων προς Αποστολή. Όπως αναμέναμε από τα αποτελέσματα της Ενότητας 2, οι αλγόριθμοι που έχουν ένα σχετικά υψηλό βάρος Απόστασης, παρουσιάζουν καλύτερη συμπεριφορά σε σχέση με τους άλλους αλγορίθμους. Παρατηρήστε ότι καθώς το βάρος της Απόστασης αυξάνει, ο αλγόριθμος προσανατολίζεται όλο και περισσότερο στην επιλογή των **συντομότερων μονοπατιών** μεταξύ δυο κόμβων εμφανίζοντας αρκετά ικανοποιητική συμπεριφορά σε χαμηλό φόρτο δεδομένων. Η απόδοση του ωστόσο να χειροτερεύει συνεχώς αν ο φόρτος συνεχίζει να αυξάνεται κάνοντας μας να σκεφτούμε ότι ένας αλγόριθμος που βασίζεται κυρίως στα μήκη ουρών των κόμβων μας ίσως να είναι πιο κατάλληλος.



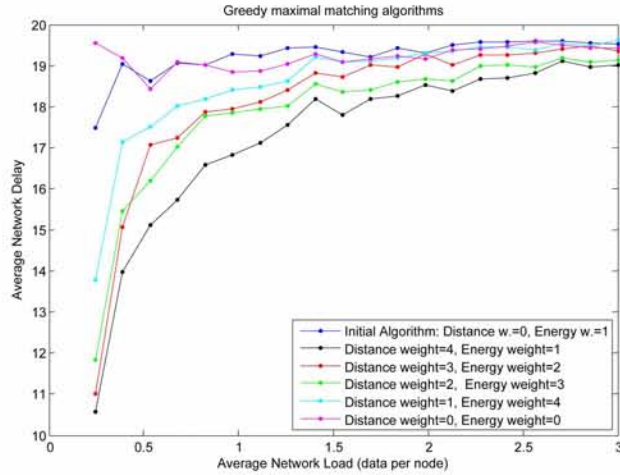
Σχήμα 9: Ποσοστό των Δεδομένων που στάλθηκαν Επιτυχώς για διάφορες τιμές του Μέσου Φόρτου Δεδομένων προς Αποστολή. Σε αντίθεση με την ιδέα ότι οι αλγόριθμοι συντήρησης ενέργειας (βάρος Απόστασης, βάρος Ενέργειας)=(1,4) και (3,2) δεν θα είχαν καλές επιδόσεις ως προς αυτό το μέτρο, φαίνεται ότι έχουν πετύχει μια ισορροπία ανάμεσα στην συντηρητική χρήση της ενέργειας και των μεταδώσεων δεδομένων. Αυτό αληθεύει ακόμη περισσότερο για τον αλγόριθμο (3,2) ο οποίος κατατάσσεται δεύτερος αν λάβουμε υπόψη και τα δυο προηγούμενα κριτήρια (energy-throughput tradeoff), αφήνοντας χώρο για την μελέτη και άλλων πολυ-κριτηριακών αλγορίθμων (βλέπε [14] για μια εισαγωγή).



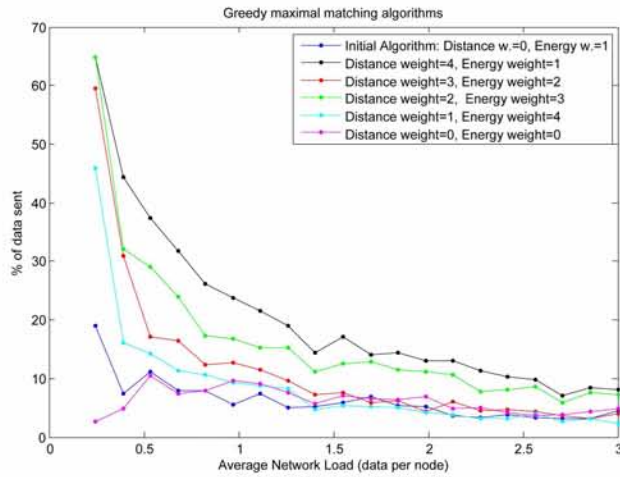
Σχήμα 10: Μέση Υπολειπόμενη Ενέργεια ως προς το Μέσο Φόρτο Δεδομένων προς Αποστολή για ένα πλέγμα 16 κόμβων. Όπως και στο Σχήμα 6, οι αλγόριθμοι (1,4) και (3,2) παρουσιάζουν τις καλύτερες επιδόσεις ως προς την διαχείριση της ενέργειας μετάδοσης.



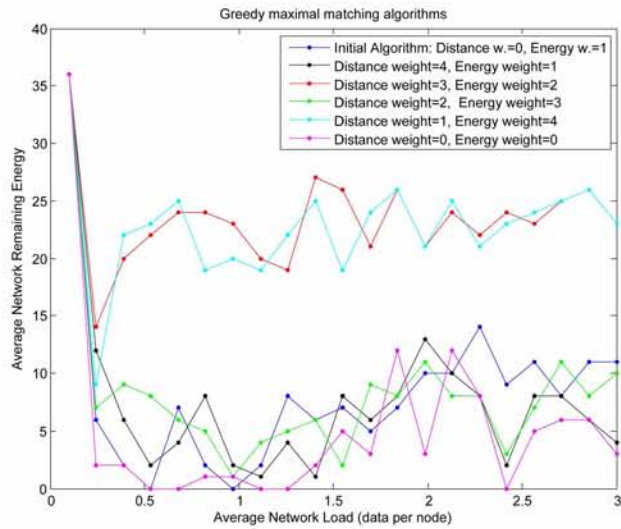
Σχήμα 11: Διάρκεια Ζωής Δικτύου ως προς το Μέσο Φόρτο Δεδομένων προς Αποστολή. Ο αλγόριθμος προσανατολισμένος στην Απόσταση (4,1), ο αλγόριθμος προσανατολισμένος στην διατήρηση της ενέργειας μετάδοσης (1,4) και ο αλγόριθμος προσανατολισμένος στα μήκη ουρών των κόμβων του δικτύου (0,0) φαίνεται να πετυχαίνουν μεγαλύτερες διάρκειες ζωής. Ωστόσο και οι υπόλοιποι αλγόριθμοι φαίνεται να είναι ανταγωνιστικοί για διαφορετικές τιμές του φόρτου δεδομένων. Αυτή η συμπεριφορά μπορεί να ωφείλεται στο γεγονός ότι προσεγγίζοντας την λύση του προβλήματος μεγιστοποίησης της διάρκειας ζωής του δικτύου δεν πετύχαμε τα λεπτομερή ίσως αποτελέσματα που κάποιος θα περίμενε. Δηλαδή, μέσω των προσεγγίσεων μας, καταφέραμε να έχουμε ένα πλαίσιο εξοικονόμησης της ενέργειας στο δίκτυο μας χωρίς ωστόσο να μπορούμε να εστιάσουμε στην λεπτομερή απαίτηση της παράτασης του χρόνου ζωής του δικτύου σύμφωνα με τον ορισμό (2). Αυτό μας προτρέπει να εξετάσουμε νέους αλγορίθμους.



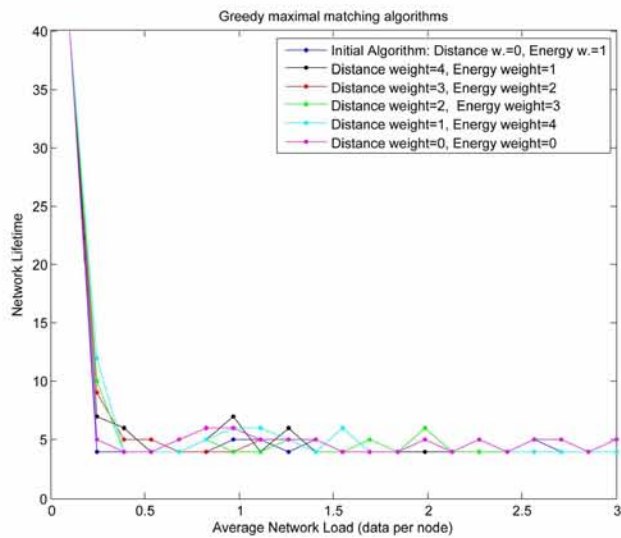
Σχήμα 12: Μέση Καυστέρηση Δεδομένων ως προς το Μέσο Φόρτο Δεδομένων προς Αποστολή. Όπως και στην περίπτωση του δικτύου με 25 κόμβους, οι υβριδικοί αλγόριθμοι αποδίδουν καλύτερα από τους αντίστοιχους που στηρίζονται σε ένα μόνο κριτήριο. Οι ίδιες παρατηρήσεις ισχύουν και για το Ποσοστό των Δεδομένων που στάλθηκαν Επιτυχώς όπως φαίνεται στο Σχήμα 13.



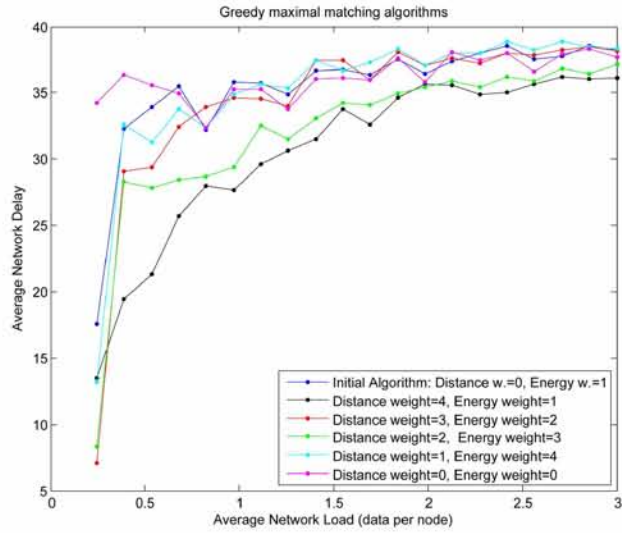
Σχήμα 13: Ποσοστό των Δεδομένων που στάλθηκαν Επιτυχώς για διάφορες τιμές του Μέσου Φόρτου Δεδομένων προς Αποστολή.



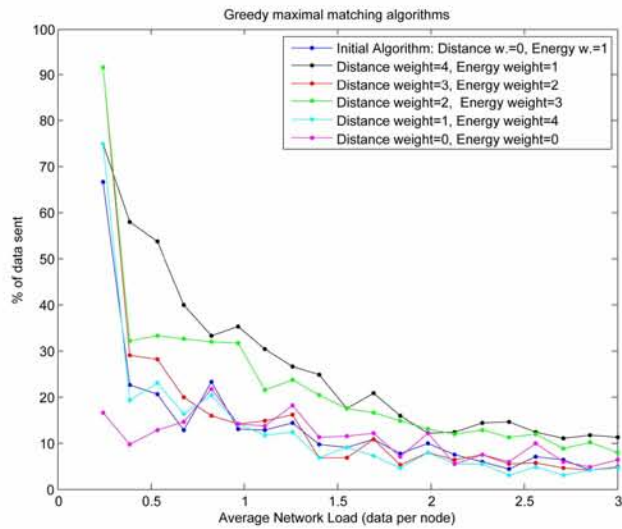
Σχήμα 14: Μέση Υπολειπόμενη Ενέργεια ως προς το Μέσο Φόρτο Δεδομένων προς Αποστολή για ένα πλέγμα 9 κόμβων.



Σχήμα 15: Διάρκεια Ζωής Δικτύου ως προς το Μέσο Φόρτο Δεδομένων προς Αποστολή.



Σχήμα 16: Μέση Καθυστέρηση Δεδομένων για διάφορες τιμές του Μέσου Φόρτου Δεδομένων προς Αποστολή.



Σχήμα 17: Ποσοστό των Δεδομένων που στάλθηκαν Επιτυχώς ως προς το Μέσο Φόρτο Δεδομένων προς Αποστολή.

6 Συμπεράσματα και Μελλοντική Εργασία

Ο χρονοπρογραμματισμός με τη βοήθεια Μέγιστων Βεβαρημένων Ταξιασμάτων είναι μια γνωστή, υπολογιστικά απαιτητική διαδικασία χρονοπρογραμματισμού που επιτυγχάνει την μέγιστη (χωρίς αστάθειες) ρυθμαπόδοση σε ένα δίκτυο που οι μεταδόσεις του περιορίζονται λόγω των παρεμβολών στην ταυτόχρονη επικοινωνία μεταξύ των κόμβων του. Όσο η απόδοση του ως προς τη μέση καθυστέρηση δεδομένων μπορεί να βελτιωθεί εάν λάβουμε υπόψη μας το κριτήριο της απόστασης ενός κόμβου από τον προορισμό του. Σε αυτή την εργασία θεωρήσαμε απλούς ευριστικούς αλγόριθμους που βασίζονται στον αλγόριθμο BP, στο κριτήριο της απόστασης και σε αυτό της ενέργειας ενός κόμβου, παρατηρώντας παράλληλα τις επιδόσεις τους ως προς την Μέση Υπολειπόμενη Ενέργεια, Διάρκεια Ζωής του Δικτύου, Ποσοστό των Δεδομένων που στάλθηκαν Επιτυχώς και ως προς την Μέση Καθυστέρηση Δεδομένων.

Οι προσομοιώσεις μας εκτός του ότι επιβεβαιώνουν το γεγονός ότι οι αλγόριθμοι που δίνουν μεγαλύτερο βάρος σε ένα κριτήριο, αποδίδουν καλύτερα στους αντίστοιχους τομείς (Απόσταση για Ποσοστό των Δεδομένων που στάλθηκαν Επιτυχώς και για την Μέση Καθυστέρηση Δεδομένων ενώ Ενέργεια για Μέση Υπολειπόμενη Ενέργεια), μας πληροφορούν ότι υπάρχουν και υβριδικοί αλγόριθμοι (όπως ο (3,2)) που παρουσιάζουν καλές επιδόσεις σε όλους σχεδόν τους τομείς. Αυτό μας προειδοάζει για την ύπαρξη πολυ-κριτηριακών αλγόριθμων που θα εκμεταλλεύονται καλύτερα το tradeoff ανάμεσα στον ρυθμό μετάδοσης δεδομένων και την διαχείριση ενέργειας στο δίκτυο μας. Αυτοί οι αλγόριθμοι μπορούν να εξεταστούν σε κάποια μελλοντική εργασία.

Ακόμη, θα μπορούσε κανείς να εξετάσει την απόδοση των αλγόριθμων που αναφέρθηκαν παραπάνω, σε άλλες τοπολογίες δικτύων και κάτω από περισσότερους περιορισμούς μετάδοσης.

Αναφορές

- [1] L. Tassiulas and A. Ephremides: Stability properties of constrained queueing systems and scheduling policies for maximum throughput in multihop radio networks.
- [2] L. Ying, S. Shakkottai and A. Reddy: On Combining Shortest-Path and Back-Pressure Routing Over Multihop Wireless Networks.
- [3] M. J. Neely: Dynamic Power Allocation and Routing for Satellite and Wireless Networks with Time Varying Channels.
- [4] M. Neely, E. Modiano, and C. Rohrs: Dynamic power allocation and routing for time varying wireless networks.
- [5] L. Georgiadis, M. Neely and L. Tassiulas: Resource Allocation and Cross-Layer Control in Wireless Networks.
- [6] S. Biswas and R. Morris: ExOR: Opportunistic multi-hop routing for wireless networks.
- [7] X. Lin and S. Rasool: Constant-time distributed scheduling policies for ad hoc wireless networks, in Proc. Conf. on Decision and Control, 2006.
- [8] X. Wu and R. Srikant: Scheduling efficiency of distributed greedy scheduling algorithms in wireless networks, in Proc. IEEE Infocom., 2006.
- [9] A. Eryilmaz, A. Ozdaglar, and E. Modiano: Polynomial complexity algorithms for full utilization of multi-hop wireless networks, in Proc. IEEE Infocom., 2007.
- [10] A. Gupta, X. Lin, and R. Srikant: Low-complexity distributed scheduling algorithms for wireless networks, in Proc. IEEE Infocom., 2007.
- [11] S. Sanghavi, L. Bui, and R. Srikant: Distributed link scheduling with constant overhead, in Proc. Ann. ACM SIGMETRICS Conf., San Diego, CA, June 2007.
- [12] J. H. Chang and L. Tassiulas: Maximum Lifetime Routing in Wireless Sensor Networks.
- [13] S. Shakkottai and R. Srikant: Network Optimization and Control.
- [14] J. Luo, A. Iyer and C. Rosenberg: Throughput-Lifetime Tradeoffs in Multihop Wireless Networks under a Realistic Interference Model.
- [15] M. Cao, V. Raghunathan and P.R. Kumar: Distributed Energy Aware Cross-Layer Resource Allocation in Wireless Networks.