

ΒΙΒΛΙΟΘΗΚΗ
ΠΑΝΕΠΙΣΤΗΜΙΟΥ ΙΩΑΝΝΙΝΩΝ



026000265359



54

ΜΠΛΕ

Η
ΜΕΤΑΠΤΥΧΙΑΚΗ ΕΡΓΑΣΙΑ ΕΞΕΙΔΙΚΕΥΣΗΣ

Υποβάλλεται στην

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

από την

Μαργαρίτη Σπυριδούλα

ως μέρος των Υποχρεώσεων

για τη λήψη

του

ΜΕΤΑΠΤΥΧΙΑΚΟΥ ΔΙΠΛΩΜΑΤΟΣ ΣΤΗΝ ΠΛΗΡΟΦΟΡΙΚΗ

ΜΕ ΕΞΕΙΔΙΚΕΥΣΗ ΣΤΑ ΥΠΟΛΟΓΙΣΤΙΚΑ ΣΥΣΤΗΜΑΤΑ

Μάρτιος 2007



ΑΦΙΕΡΩΣΗ

Στην Οικογένειά μου



ΕΥΧΑΡΙΣΤΙΕΣ

Στο τέλος αυτής της εργασίας αισθάνομαι την ανάγκη να εκφράσω τις ευχαριστίες μου σε όλους εκείνους που συνέβαλαν στην ολοκλήρωσή της.

Πρώτα από όλους, ευχαριστώ θερμά τον επιβλέποντα καθηγητή κ. Βασίλειο Δημακόπουλο, αρωγό σε αυτή μου την προσπάθεια, που έβρισκε πάντα το χρόνο να με ακούει, να με διδάσκει, να με προτρέπει, να με ενθαρρύνει.

Ευχαριστώ επίσης τα μέλη της εξεταστικής επιτροπής κα Ευαγγελία Πιτουρά και κα Παναγιώτα Φατούρου για τις εύστοχες παρατηρήσεις τους, τις καθοριστικές υποδείξεις τους, αλλά και για τον πολύτιμο χρόνο που μου διέθεσαν.

Υπάρχει ένας μεγάλος αριθμός από ανθρώπους που μου στάθηκαν όλο αυτό το διάστημα και τους οφείλω ένα μεγάλο ευχαριστώ. Είναι οι συνάδελφοί μου, οι συνεργάτες μου και οι φίλοι μου. Όλοι αυτοί, και ο καθένας ξεχωριστά, με υποστήριζαν και με εμπύχωναν, με πίστεψαν και με προέτρεπαν, μου έδειχναν το δρόμο να προχωρήσω.

Τέλος θέλω να ευχαριστήσω τους δικούς μου ανθρώπους, αυτούς που στάθηκαν δίπλα μου, με κατανόηση και υπομονή, και με στήριξαν όλο αυτό το διάστημα.



ΠΕΡΙΕΧΟΜΕΝΑ

	Σελ
ΑΦΙΕΡΩΣΗ	ii
ΕΥΧΑΡΙΣΤΙΕΣ	iii
ΠΕΡΙΕΧΟΜΕΝΑ	iv
ΕΥΡΕΤΗΡΙΟ ΠΙΝΑΚΩΝ	vi
ΕΥΡΕΤΗΡΙΟ ΣΧΗΜΑΤΩΝ	vii
ΠΕΡΙΛΗΨΗ	x
EXTENDED ABSTRACT IN ENGLISH	xii
ΚΕΦΑΛΑΙΟ 1. ΕΙΣΑΓΩΓΗ	14
1.1. Ορισμός του προβλήματος	18
1.2. Στόχοι	20
1.3. Δομή της Διατριβής	21
ΚΕΦΑΛΑΙΟ 2. Σχετικές Εργασίες	22
ΚΕΦΑΛΑΙΟ 3. Τοπολογίες σε peer- to- peer συστήματα	25
3.1. Ορισμοί	25
3.2. Χαρακτηριστικά των p2p δικτύων	26
3.3. Τυχαίοι Γράφοι	27
3.4. Power Law Γράφοι	28
3.5. Γεννήτριες Γράφων (Graph Generator)	30
3.5.1. Τυχαίος Γράφος	31
3.5.2. Μοντέλο της κατά προτίμηση προσάρτησης	32
3.5.3. Βελτιστοποιημένο Μοντέλο	33
3.5.4. Γεωγραφικό Μοντέλο	33
3.5.5. Μοντέλο προσανατολισμένο στο διαδίκτυο	34
3.6. Σύνοψη	36
ΚΕΦΑΛΑΙΟ 4. Αναζήτηση	37
4.1. Εισαγωγή	37
4.2. Στρατηγικές Αναζήτησης	39
4.2.1. Τυφλή αναζήτηση	39
4.2.2. Αναζήτηση με πληροφορία	41
4.3. Το πρόβλημα του μεγάλου αριθμού μηνυμάτων (message overhead)	47
4.4. Έλεγχος της Πλημμύρας	48
4.4.1. TTL(Time – to – Live)	49
4.4.2. Μηχανισμός Ανίχνευσης Διπλών Μηνυμάτων	50
4.4.3. Εναλλακτικές τεχνικές αναζήτησης	54
ΚΕΦΑΛΑΙΟ 5. ΠΕΙΡΑΜΑΤΙΚΟ ΠΕΡΙΒΑΛΛΟΝ	56
5.1. Ο προσομοιωτής	56
5.2. Μεθοδολογία	59



5.3. Μέθοδοι Αναζήτησης	60
5.3.1. Πλημμύρα	60
5.3.2. Τυχαίοι Περιπατητές	61
5.4. Τοπολογίες	62
5.4.1. Τοπολογία Random Graph	62
5.4.2. Τοπολογία Power Law Graph	63
ΚΕΦΑΛΑΙΟ 6. Πειράματα – ανάλυση	66
6.1. Αποτίμηση πλημμύρας και πλημμύρας με μηχανισμό Duplicate Detection	66
6.2. Μελέτη του φαινομένου της μειωμένης κάλυψης	70
6.3. Πλημμύρα με μηχανισμό Duplicate Detection	72
6.3.1. Partial Flooding με μηχανισμό Duplicate Detection	84
6.3.2. Σύνθεση Full Flooding και Partial Restriction Flooding	86
6.4. Random walks	88
6.5. Αποφυγή διπλών μηνυμάτων	94
ΚΕΦΑΛΑΙΟ 7. Σύνοψη – Μελλοντική Εργασία	98
7.1. Συμπεράσματα	98
7.2. Μελλοντική Εργασία	100
Αναφορές	102
ΣΥΝΤΟΜΟ ΒΙΟΓΡΑΦΙΚΟ	110



ΕΥΡΕΤΗΡΙΟ ΠΙΝΑΚΩΝ

Πίνακας

Σελ

Πίνακας 1: Συγκριτικός πίνακας των γεννητριών γράφων. Στο πίνακα αυτό φαίνονται ο τύπος του παραγόμενου γράφου, καθώς και οι χαρακτηριστικές ιδιότητες, για όσα από αυτά τα δίκτυα έχουν εκτιμηθεί.	35
Πίνακας 2: Συγκριτικός πίνακας αλγορίθμων αναζήτησης.	46
Πίνακας 3: Περιβάλλον Προσομοίωσης-Πίνακας Παραμέτρων	58



ΕΥΡΕΤΗΡΙΟ ΣΧΗΜΑΤΩΝ

Σχήμα	Σελ
Σχήμα 1.1: Κεντριοποιημένο p2p δίκτυο.....	16
Σχήμα 1.2: Αποκεντρωμένο p2p δίκτυο. Ο κάθε κόμβος λειτουργεί ο client και ως server ταυτόχρονα.....	17
Σχήμα 1.3: Αναζήτηση με πλημμύρα: συνολικός αριθμός μηνυμάτων και συνολικός αριθμός διπλών μηνυμάτων καθώς το TTL αυξάνει σε δίκτυο $N=1000$ κόμβων με σταθερό βαθμό γειτόνων $d=5$ όταν οι διαθέσιμοι πόροι είναι $R=5000$	19
Σχήμα 3.1: Ο γράφος του internet όπως αποτυπώνεται το Δεκέμβριο του 1998. Πηγή: Faloutsos [23].....	32
Σχήμα 4.1: Διαδικασία εκτέλεσης της αναζήτησης σε κεντριοποιημένο σύστημα, όπως (α) στο Napster και (β) σε αδόμητο σύστημα όπως η Gnutella.	38
Σχήμα 4.2: Η δομή της επικεφαλίδας ενός μηνύματος ερώτησης (QUERY message) στην Gnutella. Σε αυτό περιλαμβάνονται οι δυο παράμετροι που συμβάλουν στον έλεγχο της πλημμύρας, δηλαδή τα πεδία GUID και TTL.....	51
Σχήμα 4.3: Αναζήτηση με πλημμύρα σε δίκτυο με τοπολογία Barabasi, 1000 κόμβων. Ο συνολικός αριθμός μηνυμάτων με πλημμυρά (pure flooding) μειώνεται έως και 100% με εφαρμογή μηχανισμού duplicate detection.	51
Σχήμα 4.4: Χαρακτηριστικό παράδειγμα μείωσης κάλυψης του δικτύου λόγω βραχυκύκλωσης (short-circuiting)	52
Σχήμα 4.5: Αποτελέσματα του φαινομένου βραχυκύκλωσης σε power law δίκτυο (Barabasi) όπου η κάλυψη του δικτύου μειώνεται κατά 20% περίπου.	54
Σχήμα 5.1: Αλγόριθμος δημιουργίας τυχαίου γράφου με δεδομένα το πλήθος των κόμβων N και το πλήθος των ακμών m	63
Σχήμα 5.2: Αλγόριθμος δημιουργίας τυχαίου Power Law δικτύου με δεδομένα το πλήθος των κόμβων N και τις παραμέτρους a, c της Power Law κατανομής. ...	64
Σχήμα 5.3: Αλγόριθμος δημιουργίας δικτύου σύμφωνα με το μοντέλο του Barabasi με δεδομένα το πλήθος των κόμβων N , το πλήθος των συνδέσεων του νεοεισερχόμενου κόμβου m και πλήθος των μη συνδεδεμένων κόμβων N_0 που αρχικά τίθενται στο δίκτυο.	65



Σχήμα 6.1: Σύγκριση αλγορίθμου της πλημμύρας με /ή χωρίς μηχανισμό DD ως προς το συνολικό μέσο όρο μηνυμάτων και διπλών μηνυμάτων που παράγει σε τοπολογίες δικτύου (α) PLRG, (β) BA και (γ) Random.....	68
Σχήμα 6.2: Αποτελέσματα του φαινομένου της βραχυκύκλωσης (α) σε τυχαίο power law δίκτυο, (b) σε power law δίκτυο (Barabasi), και (c) σε τυχαίο γράφο με μέσο βαθμό 5.	71
Σχήμα 6.3: Ποσοστό κάλυψης δικτύου 1000 και 10000 κόμβων για τις τρεις διαφορετικές τοπολογίες: PLRG, BA, Random.	73
Σχήμα 6.4: Ποσοστό επιτυχίας (α) σε δίκτυο 1000 και (β) σε δίκτυο 10000 κόμβων για τρεις διαφορετικές τοπολογίες (Power Law Random Graph, Barabasi, Random) όταν εκτελείται ο αλγόριθμος της πλημμύρας με μηχανισμό ανίχνευσης διπλών μηνυμάτων.....	74
Σχήμα 6.5: Μέσο πλήθος παραγόμενων συνολικών μηνυμάτων και μέσο πλήθος συνολικών διπλών μηνυμάτων σε δίκτυα των 1000 κόμβων (α, β) αντίστοιχα και σε δίκτυα των 10000 κόμβων (γ, δ) αντίστοιχα.....	76
Σχήμα 6.6: Μέσο ποσοστό αρνητικών απαντήσεων που φθάνει στον αιτούντα κόμβο όταν υποβάλει στο σύστημα μια ερώτηση.....	77
Σχήμα 6.7: Γραφική αναπαράσταση του πλήθους των κύκλων σε σχέση με το μήκος τους.	78
Σχήμα 6.8: Σύγκριση πειραματικών αποτελεσμάτων και θεωρητικών ως προς την μέγιστη τιμή τους όταν εφαρμόζεται ο αλγόριθμος της πλημμύρας (με μηχανισμό DD).	84
Σχήμα 6.9: Βαθμός κάλυψης και ποσοστό διπλών μηνυμάτων σε δίκτυο 1000 κόμβων όπου εφαρμόζεται partial flooding με πιθανότητα που κυμαίνεται από 0.2 –0.8 για τις τοπολογίες PLRG, BA, Random Graph.	85
Σχήμα 6.10: Βαθμός κάλυψης και ποσοστό διπλών μηνυμάτων σε δίκτυο 1000 κόμβων όπου εφαρμόζεται pure flooding για TTL=3 και partial flooding αμέσως μετά με πιθανότητα που κυμαίνεται από 0.2 –0.8	87
Σχήμα 6.11: Ποσοστό κάλυψης δικτύων με 1, 4 και 16 random walks και ποσοστό διπλών μηνυμάτων σε δίκτυο 1000 κόμβων σε σχέση με το χρόνο TTL και για τις τρεις διαφορετικές τοπολογίες (PLRG, BA, Random Graph).....	89
Σχήμα 6.12: Σύγκριση θεωρητικών και πειραματικών αποτελεσμάτων για το σύνολο των μηνυμάτων του τυχαίου περιπατητή στις εξεταζόμενες τοπολογίες.	91
Σχήμα 6.13: Σύγκριση αναλυτικών και πειραματικών αποτελεσμάτων ως προς τα διπλά μηνύματα που παράγονται σε διάφορες τοπολογίες.....	93
Σχήμα 6.14: Σύγκριση της πλημμύρας με DD και της πλημμύρας με DD και αποφυγή διπλών μηνυμάτων (AV) [33] στις τοπολογίες PLRG, BA, Random σε σύγχρονο δίκτυο.	95
Σχήμα 6.15: Σύγκριση της πλημμύρας με DD και της πλημμύρας με DD και αποφυγή διπλών μηνυμάτων (AV) [33] στις τοπολογίες PLRG, BA, Random σε ασύγχρονο δίκτυο.	96



Σχήμα 6.16: Ποσοστό κάλυψης του δικτύου όταν στον αλγόριθμο της πλημμύρας εφαρμόζεται μηχανισμός αποφυγής διπλών μηνυμάτων σε σύγχρονο δίκτυο.... 97



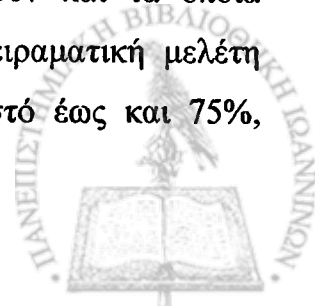
ΠΕΡΙΛΗΨΗ

Σπυριδούλα Μαργαρίτη του Βασιλείου και της Σοφίας. MSc, Τμήμα Πληροφορικής, Πανεπιστήμιο Ιωαννίνων, Μάρτιος, 2007. Αναζήτηση σε Δίκτυα Ομότιμων. Επιβλέπωντας: Βασίλειος Δημακόπουλος.

Τα αδόμητα δίκτυα ομότιμων (Peer-to-Peer ή p2p) είναι σύνθετα καταναμημένα συστήματα που στηρίζονται στην ομότιμη και εθελοντική συμπεριφορά των κόμβων που τα απαρτίζουν. Οι συμμετέχοντες κόμβοι σχηματίζουν ένα δίκτυο επικάλυψης, χτισμένο πάνω στην υπάρχουσα υποδομή του διαδικτύου και παρέχουν κοινή χρήση πόρων.

Στα δίκτυα αυτά μια κύρια λειτουργία είναι η αναζήτηση πόρων. Καθώς δεν υπάρχει γνώση ή συσχέτιση μεταξύ της τοπολογίας του δικτύου και της θέσης του επιθυμητού πόρου οι μέθοδοι αναζήτησης βασίζονται στην πλημμύρα όπου οι ενδιάμεσοι κόμβοι προωθούν «τυφλά» κάθε εισερχόμενο μήνυμα ερώτησης σε όλους τους γείτονές τους. Η πλημμύρα εγγυάται τον γρήγορο εντοπισμό του αντικειμένου με μεγάλη κάλυψη του δικτύου, αλλά εισάγει τεράστιο όγκο μηνυμάτων στο δίκτυο. Το μεγαλύτερο ποσοστό αυτών των μηνυμάτων είναι πλεονάζοντα ή διπλά που οφείλονται στους κύκλους που υπάρχουν στην δομή του δικτύου επικάλυψης, με αποτέλεσμα η ίδια ερώτηση να λαμβάνεται και να προωθείται από τον ίδιο κόμβο πολλές φορές. Η διαδικασία αυτή έχει ως αποτέλεσμα τη σπατάλη πόρων και τη συμφόρηση του δικτύου.

Στην παρούσα εργασία μελετάται το πρόβλημα των διπλών (επαναλαμβανόμενων) μηνυμάτων, τόσο αυτών που μπορούν να εξαλειφθούν με περιοριστικούς μηχανισμούς, όσο και αυτών που δεν μπορούν να αποφευχθούν και τα οποία πηγάζουν από την τοπολογία του δικτύου. Συγκεκριμένα, η πειραματική μελέτη δείχνει ότι τα τελευταία εξακολουθούν να υπάρχουν σε ποσοστό έως και 75%,



ενδέχεται δε να μειωθεί το ποσοστό κάλυψης του δικτύου έως και 20%, λόγω του φαινομένου της βραχυκύκλωσης (short-circuiting).

Επίσης μελετάται ο εναλλακτικός αλγόριθμος αναζήτησης του τυχαίου περιπατητή (random walk), ο οποίος στηρίζεται στην προώθηση της ερώτησης σε έναν τυχαία επιλεγμένο γείτονα κάθε φορά. Και σε αυτή την περίπτωση αποδεικνύεται ότι τα αναπόφευκτα διπλά μηνύματα αποτελούν σημαντικό ποσοστό, τόσο με αναλυτικά αποτελέσματα όσο και με πειραματικά.



EXTENDED ABSTRACT IN ENGLISH

Margariti Spiridoula. MSc, Computer Science Department, University of Ioannina, Greece. March 2007. Search in Peer-to-Peer Networks. Thesis Supervisor: Vassilios Dimakopoulos.

Unstructured Peer-to-Peer (p2p) networks are complex distributed systems based on the peer and voluntary behavior of nodes that compose them. Peers form an overlay topology on top of the physical network and provide shared use of resources (data computing resources, storage etc.).

One of the fundamental issues in p2p networks is that of locating a desired resource. Since there is no correlation between topology and resource location, all search methods are basically “blind” and flooding is one the most widely employed strategies. In flooding, any peer that receives a query message propagates it to all its neighbors. Flooding guarantees quick location of resources and sufficient network coverage, but incurs high message overheads. The majority of the produced messages is redundant or duplicate due to cycles in the overlay network and as result the same query is received and forwarded by a node several times. This procedure causes resource wastes and network congestion.

This thesis aims to study the problem of duplicate messages, both the ones that can be eliminated by various mechanisms, and the ones that can not be avoided since they are due to the topology of network. Our experiments show that the latter constitute as a significant of the overall message count (up to 75%). Network coverage is likely to decrease node coverage up to 20% because of the short-circuiting phenomenon.



In this thesis, also is investigated the alternative search methods based on random walks. In a random walk search, an intermediate node forwards the query message to a single randomly selected neighbor. For this case too, it is shown both analytical and experimental, that the duplicate messages remain significant.



ΚΕΦΑΛΑΙΟ 1. ΕΙΣΑΓΩΓΗ

1.1 Ορισμός του προβλήματος

1.2 Στόχοι

1.3 Δομή της Διατριβής

Τα δίκτυα ομότιμων (peer-to-peer ή p2p) απαρτίζονται από κόμβους (υπολογιστές) που διασυνδέονται και λειτουργούν σε κατανεμημένη μορφή πάνω από το υφιστάμενο φυσικό δίκτυο σχηματίζοντας ένα δίκτυο επικάλυψης (overlay). Στόχος τους είναι η παροχή αξιόπιστων καθολικών υπηρεσιών και ο διαμοιρασμός πόρων (όπως υπολογιστικών, δικτυακών, αποθηκευτικών, δεδομένων, λογισμικού, συσκευών, κλπ.) μεταξύ των χρηστών του διαδικτύου.

Η ελευθερία και η ευελιξία που παρέχουν τα δίκτυα p2p σε συνδυασμό με την ανωνυμία τα καθιστούν ιδιαίτερα δημοφιλή, καθώς, σε αντίθεση με το παραδοσιακό μοντέλο πελάτη – εξυπηρετή (client - server), οι χρήστες έχουν τον πλήρη έλεγχο της επικοινωνίας. Με αντίτιμο την ελευθερία, οι κόμβοι είναι υπεύθυνοι για την παροχή και διαχείριση δικτυακών και υπολογιστικών πόρων.

Ένα p2p σύστημα έχει τα ακόλουθα χαρακτηριστικά:

- *Ομότιμος Κόμβος (peer)*: Κάθε χρήστης (*end-user*) λειτουργεί ως πελάτης και εξυπηρετής ταυτόχρονα γι' αυτό συχνά καλείται και ως *servent* (από τις λέξεις *server* και *client*).



- *Μη εξουσιοδοτημένη πρόσβαση (No-authority)*: Όλο το δίκτυο είναι κατανεμημένο, χωρίς να υπάρχει κάποια κεντρική αρχή που υπαγορεύει τους ρόλους ή την διαχείριση του δικτύου.
- *Δυναμικότητα (dynamic)*: Οι κόμβοι είναι συνήθως ηλεκτρονικοί υπολογιστές που οι χρήστες τους συνδέονται προσωρινά στο δίκτυο p2p. Σημαντικό ζήτημα είναι πως το δίκτυο χειρίζεται αυτές τις αφίξεις – αποχωρήσεις των χρηστών και πόσο αποδοτικά αναπροσαρμόζει την τοπολογία του.
- *Κατανεμημένη Δρομολόγηση (routing)*: Η δρομολόγηση είναι κατανεμημένη και χρησιμοποιεί τοπική πληροφορία σε πραγματικό χρόνο. Κάθε κόμβος, συνήθως είναι συνδεδεμένος με ένα μικρό αριθμό άλλων κόμβων, και ο καθένας έχει μερική άποψη ή γνώση του δικτύου. Η άποψη αυτή του κάθε κόμβου συνιστά την τοπολογία.

Όπως ακριβώς ένα φυσικό δίκτυο έχει μια τοπολογία που αποτελείται από τους κόμβους του δικτύου και τις μεταξύ τους συνδέσεις, ένα δίκτυο επικάλυψης έχει μια λογική τοπολογία βάσει της συμφωνίας των κόμβων που μετέχουν σε αυτή. Τα πακέτα (μηνύματα) μεταδίδονται μόνο κατά μήκος των λογικών συνδέσεων μεταξύ των κόμβων χρησιμοποιώντας το υφιστάμενο φυσικό δίκτυο και τον unicast μηχανισμό που παρέχεται από την IP.

Τα δίκτυα p2p διακρίνονται σε δύο κύριες κατηγορίες. Τα *δομημένα* (structured) συστήματα p2p όπου οι μετέχοντες κόμβοι αυτοδιοργανώνονται σε μια καθορισμένη τοπολογία επικάλυψης και οι διαμοιραζόμενοι πόροι τοποθετούνται επίσης σε συγκεκριμένες θέσεις όπως υπαγορεύεται από το πρωτόκολλο. Τα *αδόμητα* (unstructured) συστήματα p2p δεν ακολουθούν κανόνες για το σχηματισμό της τοπολογίας ή την τοποθέτηση των πόρων, καθώς δεν υπάρχει γνώση ή συσχέτιση που να καθοδηγεί τη δημιουργία ενός τέτοιου δικτύου. Το μόνο που γνωρίζει ένας κόμβος που μετέχει σε ένα τέτοιο δίκτυο είναι οι γείτονές του, οι κόμβοι δηλαδή που συνδέονται άμεσα μαζί του και βρίσκονται σε απόσταση ενός βήματος (hop).

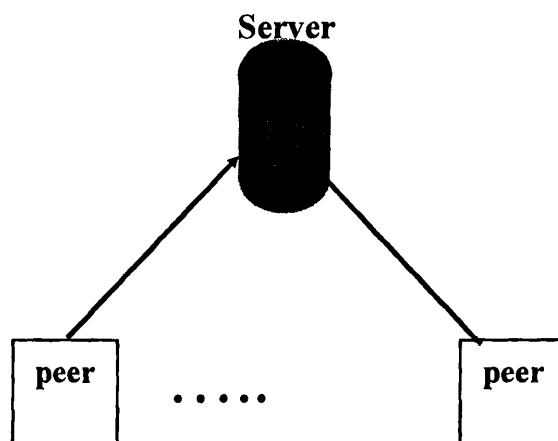
Τυπικά αδόμητα p2p δίκτυα όπως Gnutella, eDonkey, FastTrack έχουν παρόμοια χαρακτηριστικά με το Internet. Τα χαρακτηριστικά αυτά αφορούν την τοπολογία και την κατανομή βαθμών.



Η σχέση μεταξύ των μελών ενός p2p συστήματος είναι αυθαίρετη και δυναμική για αυτό και είναι δύσκολο να καθοριστεί ένας μηχανισμός που να οργανώνει τους κόμβους σε μια τοπολογία με τέτοιο τρόπο ώστε συνεργαζόμενοι να παρέχουν αποδοτικά υπηρεσίες στους χρήστες του δικτύου.

Ο όρος *τοπολογία* αναφέρεται στη δομή του δικτύου επικάλυψης που οργανώνεται πάνω από το φυσικό δίκτυο (IP network), σε επίπεδο εφαρμογής σε αντιστοιχία με το παραδοσιακό OSI μοντέλο. Το δίκτυο αυτό αποτελείται από τους κόμβους και τις μεταξύ τους συνδέσεις. Οι συνδέσεις μπορεί να είναι κατευθυνόμενες ή να έχουν διαφορετικό βάρος. Η τοπολογία ενός τέτοιου δικτύου επηρεάζει πολλά χαρακτηριστικά του δικτύου p2p, αφού έχει επιπτώσεις στον μηχανισμό αναζήτησης και δρομολόγησης μηνυμάτων αναζήτησης, την απόδοση, την ικανότητα κλιμάκωσης, την ανοχή σε σφάλματα, κλπ.

Ανάλογα με την αρχιτεκτονική δόμησης τα p2p δίκτυα διακρίνονται σε τρεις κατηγορίες: Στα *κεντροποιημένα* (centralized), στα *δομημένα μη κεντροποιημένα* (decentralized structured) και στα *αδόμητα μη κεντροποιημένα* (decentralized unstructured) [34].

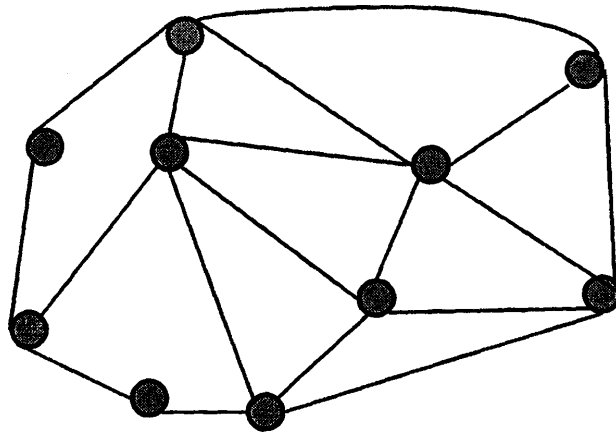


Σχήμα 1.1: Κεντροποιημένο p2p δίκτυο

Κεντροποιημένα p2p συστήματα: Στα συστήματα αυτά, όπως το Napster, υπάρχει ένας κεντρικός εξυπηρετής (Directory Server) ο οποίος διατηρεί δείκτες για τα αρχεία όλων των χρηστών του συστήματος. Ένα τέτοιο

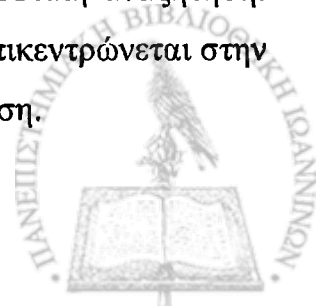
παράδειγμα φαίνεται στο Σχήμα 1.1. Η κεντροκοποιημένη αρχιτεκτονική αποτέλεσε ένα από τα πρώτα μοντέλα των συστημάτων $p2p$. Όμως εξ αιτίας της κεντροκοποιημένης προσέγγισης δεν είναι εύκολο να επεκταθεί σε μεγάλο αριθμό κόμβων (scale) ενώ διαθέτει ένα κεντρικό σημείο αποτυχίας (single point of failure).

Μη κεντροκοποιημένα δομημένα $p2p$ συστήματα: Τα συστήματα αυτά γενικά στηρίζονται σε κατανεμημένους πίνακες κατακερματισμού (Distributed Hash Table -DHT). Έτσι για το σχηματισμό του overlay δικτύου ακολουθούνται αυστηρά προκαθορισμένοι κανόνες για την θέση που θα τοποθετηθούν, τόσο οι κόμβοι που μετέχουν σε αυτό όσο και τα αρχεία που διαθέτουν. Στόχος μια τέτοιας δόμησης είναι η εύκολη και αποδοτική υλοποίηση της αναζήτησης. Χαρακτηριστικά παραδείγματα δομημένων συστημάτων $p2p$ είναι και τα: CAN [54], Chord [61], κ.α.



Σχήμα 1.2: Αποκεντρωμένο $p2p2$ δίκτυο. Ο κάθε κόμβος λειτουργεί ο client και ως server ταυτόχρονα.

Αδόμητα $p2p$ συστήματα: Στα αδόμητα $p2p$ συστήματα δεν υπάρχει καμιά γνώση ή συσχέτιση ούτε για την τοπολογία του δικτύου ούτε για τη θέση που τοποθετούνται τα αρχεία (Σχήμα 3.2). Η Gnutella [25] είναι ένα παράδειγμα μιας τέτοιας σχεδίασης. Το αποτέλεσμα μιας τέτοιας δόμησης μπορεί να έχει ορισμένες ιδιότητες που όμως δεν συμβάλλουν στην αποδοτική αναζήτηση. Για το λόγο αυτό στα αδόμητα $p2p$ δίκτυα το ενδιαφέρον επικεντρώνεται στην ανάπτυξη μηχανισμών - αλγορίθμων για βέλτιστη αναζήτηση.



Στην παρούσα εργασία το ενδιαφέρον εστιάζεται στα *decentralized unstructured* συστήματα p2p τα οποία θα αναφέρονται απλά ως δίκτυα ή ως p2p.

Ένα βασικό ζήτημα στα αδόμητα p2p δίκτυα είναι η *αναζήτηση* του επιθυμητού πόρου. Η αναζήτηση συνίσταται:

- *στον εντοπισμό του πόρου*: ο μηχανισμός που χρησιμοποιείται για το εντοπισμό του επιθυμητού πόρου (ή αντικειμένου)
- *στην δρομολόγηση της ερώτησης*: η στρατηγική που καθορίζει σε πόσους και ποιους γείτονες θα σταλεί μια ερώτηση που φθάνει σε έναν κόμβο και δεν μπορεί να απαντηθεί από τον ίδιο.

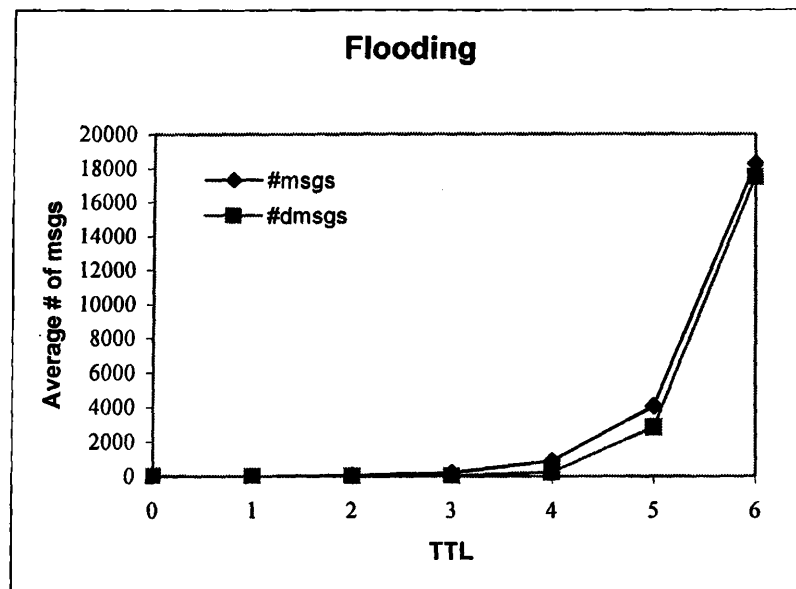
Στα αδόμητα δίκτυα p2p δεν υπάρχει καμιά συσχέτιση μεταξύ της τοπολογίας και της θέσης του πόρου ή κάποια άλλη γνώση, γι' αυτό οι τεχνικές αναζήτησης βασίζονται στην *πλημμύρα* (flooding) όπως για παράδειγμα στην Gnutella [25]. Στον αλγόριθμο της πλημμύρας, ο κόμβος που αναζητά έναν πόρο, στέλνει ένα μήνυμα ερώτησης στους άμεσα γείτονές του. Κάθε γείτονας που δεν διαθέτει τον πόρο προωθεί την ίδια ερώτηση σε όλους τους γείτονές του εκτός από αυτόν από τον οποίο την έλαβε. Η διαδικασία επαναλαμβάνεται μέχρι τον εντοπισμό του πόρου ή ωστόσο εκπνεύσει κάποιος χρονικός περιορισμός. Το χρονικό όριο τίθεται για να περιορίσει την περιοχή αναζήτησης και συνεπώς τον τεράστιο αριθμό μηνυμάτων που κατακλύζουν το δίκτυο και είναι μια παράμετρος γνωστή ως Time-To-Live (TTL). Κάθε κόμβος, πριν προωθήσει την ερώτηση μειώνει κατά ένα την τιμή του μετρητή TTL. Αν ένας κόμβος λάβει μήνυμα ερώτησης με TTL ίσο με μηδέν δεν το προωθεί παραπέρα.

1.1. Ορισμός του προβλήματος

Η πλημμύρα, ως τεχνική αναζήτησης σε δίκτυα p2p, παράγει τεράστιο αριθμό μηνυμάτων που κατακλύζουν το δίκτυο. Αν οι ενδιαμέσοι κόμβοι προωθούν την εισερχόμενη ερώτηση σε όλες τις συνδέσεις τους (γειτονικοί κόμβοι), εκτός αυτής που έφτασε το μήνυμα, τότε το πλήθος των μηνυμάτων αυξάνεται εκθετικά ως προς την παράμετρο TTL [18]. Πολλά από αυτά τα μηνύματα οφείλονται σε πλεονάζουσα πληροφορία (διπλά μηνύματα –*duplicate messages* [34]) καθώς οι κόμβοι μπορεί να λαμβάνουν το ίδιο μήνυμα μέσω διαφορετικών μονοπατιών, από διαφορετικούς



γείτονες. Τα *duplicate messages* καταναλώνουν πόρους του συστήματος χωρίς όμως να συμβάλουν στη βελτίωση της αναζήτησης.



Σχήμα 1.3: Αναζήτηση με πλημμύρα: συνολικός αριθμός μηνυμάτων και συνολικός αριθμός διπλών μηνυμάτων καθώς το TTL αυξάνει σε δίκτυο $N=1000$ κόμβων με σταθερό βαθμό γειτόνων $d=5$ όταν οι διαθέσιμοι πόροι είναι $R=5000$.

Αν ένας κόμβος, με μέσο βαθμό κόμβου d , θέσει ένα ερώτημα σε ένα δίκτυο $r2r$ και υποθέτοντας ότι μετά από t βήματα ο πόρος δεν έχει εντοπισθεί, τότε παράγονται d^t μηνύματα ενώ οι επισκεπτόμενοι κόμβοι είναι λιγότεροι από d^t .

Το φαινόμενο αυτό επιβεβαιώνεται και πειραματικά από προσομοιώσεις που πραγματοποιήθηκαν στα πλαίσια αυτής της εργασίας και περιγράφονται στο έκτο κεφάλαιο. Ένα τέτοιο παράδειγμα φαίνεται στο Σχήμα 1.1 όπου απεικονίζονται τα συνολικά μηνύματα και τα διπλά μηνύματα κατά μέσο όρο σε σχέση με το TTL σε τυχαίο δίκτυο 1000 κόμβων. Το ποσοστό των διπλών μηνυμάτων φθάνει έως και το 100% των συνολικών μηνυμάτων. Από την γραφική παράσταση διαπιστώνεται ότι η αύξηση των μηνυμάτων είναι εκθετική καθώς αυξάνεται το TTL ενώ τα διπλά μηνύματα είναι σχεδόν όσα και τα συνολικά μηνύματα. Όπως μπορεί να παρατηρηθεί από τις γραφικές απεικονίσεις, τα αποτελέσματα είναι σχεδόν όμοια με αυτά που παρουσιάζονται στο [34] ως αναφορά τα διπλά μηνύματα και με αυτά στο [18] ως προς τα συνολικά μηνύματα.



Το ζήτημα είναι αν μπορούν να ληφθούν μέτρα και ποια ώστε να μετριάσουν τα αρνητικά αποτελέσματα της διαδικασίας.

1.2. Στόχοι

Στην παρούσα εργασία το ενδιαφέρον εστιάζεται στην αναζήτηση σε αδόμητα δίκτυα $p2p$, τόσο με flooding-based τεχνικές, όσο και με τεχνικές που βασίζονται στους τυχαίους περιπατητές, στους περιορισμούς που εισάγει και στον τρόπο με τον οποίο μπορεί να ελεγχθεί η διαδικασία. Στόχος είναι:

- να αναλυθεί η συμπεριφορά της αναζήτησης με πλημμύρα και να μελετηθεί η επίδραση της λογικής τοπολογίας ιδιαίτερα για τυχαία και power law δίκτυα ως προς την απόδοση της μεθόδου.
- να επιβεβαιωθεί ότι αυτού του είδους οι τεχνικές αναζήτησης (flooding-based) “κοστίζουν” για το δίκτυο, κυρίως εξ αιτίας της πλεονάζουσας πληροφορίας που εισάγουν.
- να καταγραφούν τα αίτια που προκαλούν αυτό το κόστος και οι συνέπειες για το όλο σύστημα.
- να εκτιμηθεί πειραματικά το κόστος της αναζήτησης με πλημμύρα και με τυχαίους περιπατητές και να προσεγγισθεί ο βαθμός μείωσης κάλυψης του δικτύου λόγω ασυγχρονίας και εφαρμογής περιοριστικών μεθόδων (π.χ TTL).
- να υπολογισθεί πειραματικά το πλήθος των κύκλων (στους οποίους οφείλεται η πλεονάζουσα πληροφορία) σε διάφορες τοπολογίες.
- να αποτιμηθούν προτεινόμενες μέθοδοι για την εξάλειψη της πλεονάζουσας πληροφορίας μέσω εκτενών προσομοιώσεων σε δίκτυα ομότιμων.
- να γίνουν αναλυτικές εκτιμήσεις: α) για το μέγιστο πλήθος μηνυμάτων/διπλών μηνυμάτων που εισάγονται στο δίκτυο κατά την αναζήτηση με πλημμύρα σε τυχαίες και power law τοπολογίες και β) να υπολογιστεί επακριβώς το μέσο πλήθος διπλών μηνυμάτων που παράγεται από την αναζήτηση βασιζόμενη σε τυχαίους περιπατητές.



1.3. Δομή της Διατριβής

Η διατριβή περιέχει 7 κεφάλαια: Στο 2^ο κεφάλαιο παρουσιάζονται εργασίες σχετικές με την αναζήτηση σε δίκτυα $p2p$ που εστιάζουν στον αλγόριθμο της πλημμύρας και επισημαίνουν τα πλεονεκτήματα και τα μειονεκτήματα της. Στο τρίτο κεφάλαιο αναφέρεται σε βασικές έννοιες και σε θέματα που αφορούν τις τοπολογίες των δικτύων $p2p$. Συγκεκριμένα περιγράφονται οι τοπολογίες που παρατηρούνται σε πραγματικά δίκτυα και η θεωρητική προσέγγιση που ακολουθείται για την δημιουργία τέτοιου είδους δικτύων για πειραματικές μελέτες. Το 4^ο κεφάλαιο εστιάζει σε μια βασική λειτουργία των $p2p$, την αναζήτηση. Η σπουδαιότητα αυτής της λειτουργίας συγκέντρωσε το ενδιαφέρον πλήθους μελετητών που με τη σειρά τους προτείνουν τεχνικές και αλγορίθμους που την υλοποιούν. Εδώ περιγράφονται οι διάφορες εκδοχές και συνοψίζονται τα χαρακτηριστικά τους.

Στο 5^ο κεφάλαιο παρουσιάζεται το μοντέλο προσομοίωσης που χρησιμοποιήθηκε για την πειραματική μελέτη αλγορίθμων αναζήτησης σε επικρατούσες τοπολογίες δικτύων $p2p$. Συγκεκριμένα παρουσιάζονται οι δυνατότητες του μοντέλου, οι αλγόριθμοι δημιουργίας συστημάτων $p2p$ και οι τεχνικές αναζήτησης. Στη συνέχεια, 6^ο κεφάλαιο, γίνεται η παρουσίαση αποτελεσμάτων μιας σειράς πειραμάτων που πραγματοποιήθηκαν και αποκαλύπτεται η συμπεριφορά της εκάστοτε τεχνικής αναζήτησης σε σχέση με την τοπολογία του δικτύου. Τέλος στο 7^ο κεφάλαιο παρατίθενται τα συμπεράσματα που προέκυψαν από την πειραματική μελέτη και γίνεται μια αναφορά για μελλοντική εργασία.



ΚΕΦΑΛΑΙΟ 2. ΣΧΕΤΙΚΕΣ ΕΡΓΑΣΙΕΣ

Η διαδικασία του εντοπισμού ενός επιθυμητού πόρου, που συνεπάγεται την προώθηση της ερώτησης στους κόμβους του δικτύου (p2p, ad hoc) έχει μελετηθεί από πολλούς ερευνητές. Το ενδιαφέρον τους εστιάζεται τόσο στη διαδικασία της αναζήτησης όσο και στην υφιστάμενη τοπολογία. Όμως, ελάχιστες από αυτές τις μελέτες, δίνουν έμφαση στη συμπεριφορά της πλημμύρας και στην εξάλειψη των αδυναμιών της. Παρακάτω παρουσιάζονται εργασίες που επισημαίνουν τα προβλήματα της πλημμύρας ή/και προτείνουν λύσεις για την αντιμετώπισή τους.

Ο Lv μεταξύ άλλων [34] μελετά την κλιμάκωση (scalability) των αλγορίθμων αναζήτησης σε p2p συστήματα και επισημαίνει τους περιορισμούς που εισάγουν, ιδιαίτερα αν πρόκειται για τον αλγόριθμο της πλημμύρας. Ο φόρτος εργασίας που επιβαρύνει τον κόμβο του συστήματος p2p, εξ αιτίας της επεξεργασίας του κάθε ερωτήματος, τον αναγκάζει σε αποσύνδεση από το δίκτυο, με αποτέλεσμα να περιορίζεται το μέγεθος και η χρησιμότητα του δικτύου. Εκτιμάται δε ότι μείωση του φόρτου εργασίας μπορεί να επιτευχθεί με τον περιορισμό της διάρκειας ζωής μιας ερώτησης (adaptive termination) με τη χρήση TTL, με την εφαρμογή μηχανισμού ανίχνευσης διπλών μηνυμάτων (duplicate detection), ώστε να παύσει η πολλαπλή προώθηση του ίδιου ερωτήματος, και με τον καθορισμό πολιτικής δημιουργίας αντιγράφων. Η ίδια άποψη για προσεκτική τοποθέτηση αντιγράφων (square-root replication) που διατυπώθηκε αρχικά στο [15], δείχνει να συμβάλει σε ουσιαστική μείωση της παραγόμενης από την αναζήτηση κίνησης.

Πειραματικές μετρήσεις των συγγραφέων της αναφοράς [34] επιβεβαιώνουν τις παραπάνω εκτιμήσεις.



Στο [35] συσχετίζεται η μέθοδος αναζήτησης της πλημμύρας με την τοπολογία και διαπιστώνεται ότι ο όγκος της πλεονάζουσας πληροφορίας είναι πολύ μεγαλύτερος σε power law δίκτυα από ότι σε τυχαία δίκτυα. Η μέθοδος της πλημμύρας που χρησιμοποιείται στα p2p συστήματα δεν απαιτεί την παράδοση της ερώτησης σε όλους τους κόμβους. Με βάση την παρατήρηση αυτή και το γεγονός ότι η πλεονάζουσα πληροφορία οφείλεται κυρίως στην προώθηση των ερωτήσεων, εναλλακτικά προτείνεται η επαναμετάδοση τους να γίνεται πιθανολογικά σε ένα υποσύνολο κόμβων.

Βασιζόμενοι στη γνώση των γειτόνων (Neighbor Knowledge) οι μέθοδοι [49], [48], [53], [33] προτάθηκαν για δίκτυα ειδικού σκοπού (ad hoc) ενώ η [32] τεχνική προτάθηκε για δίκτυα p2p. Σύμφωνα με αυτές τις μεθόδους οι κόμβοι γνωρίζουν ποιοι είναι οι γείτονές τους σε απόσταση έως και δύο hops και αποφασίζουν η δρομολόγηση της ερώτησης να γίνεται μόνο μια φορά προς κάθε κόμβο όταν υπάρχουν εναλλακτικές διαδρομές. Αυτό μπορεί να γίνει [32] αν υπάρχουν κανόνες που βοηθούν ο κόμβος u να αντιληφθεί τότε η ερώτηση έχει σταλεί σε έναν κόμβο v της γειτονιάς του, πιθανότατα από κάποιο άλλο μονοπάτι, ώστε ο u να μην το δρομολογεί ξανά στο v .

Λόγω των κύκλων που υπάρχουν στην υφιστάμενη τοπολογία, οι ερωτήσεις φθάνουν στους ενδιάμεσους κόμβους από πολλαπλά μονοπάτια. Το γεγονός αυτό οδηγεί σε εκθετική αύξηση του συνόλου των μηνυμάτων που παράγονται σε δύναμη του TTL. Στο [18], υπολογίζεται θεωρητικά και επιβεβαιώνεται πειραματικά το παραγόμενο σύνολο μηνυμάτων σε κατευθυνόμενα τυχαία δίκτυα σταθερού βαθμού.

Ακόμη και όταν εφαρμόζεται μηχανισμός αποφυγής διπλών μηνυμάτων, σε κάθε κόμβο μπορεί να φθάσουν $d-1$ διπλά μηνύματα, όπου d το πλήθος των συνδέσεων του κόμβου με άλλους κόμβους. Για να διευθετηθεί το θέμα των πλεοναζόντων μηνυμάτων εντοπίζονται οι ακμές (συνδέσεις) που παράγουν μεγάλο αριθμό διπλών μηνυμάτων (με την συλλογή στατιστικών στοιχείων στην αρχική φάση) και αποφεύγεται η προώθηση ερωτήσεων μέσω αυτών σύμφωνα με τον feedback αλγόριθμο [47]. Ο feedback αλγόριθμος υλοποιείται σε δυο φάσεις: την φάση συλλογή στατιστικών στοιχείων και την φάση εκτέλεσης και εργάζεται ως εξής:



Αρχικά κάθε κόμβος ομαδοποιεί τους υπόλοιπους κόμβους (warm-up phase) με βάση τα εξής κριτήρια:

- Το *Hop* κριτήριο όπου ο κάθε κόμβος διατηρεί έναν μετρητή για κάθε ακμή σε απόσταση k hops από τον κόμβο. Ο μετρητής αυξάνεται όταν φθάσει αναφορά για διπλό μήνυμα από την συγκεκριμένη ακμή. Η απόσταση k κυμαίνεται από 1 έως και τη διάμετρο του δικτύου.
- Το *Horizon* κριτήριο είναι ένας μικρός ακέραιος, μικρότερος από τη διάμετρο του δικτύου. Ένας κόμβος είναι στον ορίζοντα του κόμβου A , αν η μεταξύ τους απόσταση σε hops είναι μικρότερη από το horizon κριτήριο, ενώ όλοι οι άλλοι κόμβοι θεωρείται ότι είναι έξω από αυτό.

▪
Τα διπλά μηνύματα δεν προωθούνται, αντίθετα στέλνεται προς τα πίσω ενημέρωση για κάθε διπλό μήνυμα. Τα στοιχεία αυτά συλλέγονται κατά την warm-up φάση, και κατά την φάση της εκτέλεσης το κάθε μη διπλό μήνυμα προωθείται στις ακμές που το ποσοστό διπλών μηνυμάτων είναι κάτω από ένα συγκεκριμένο όριο.



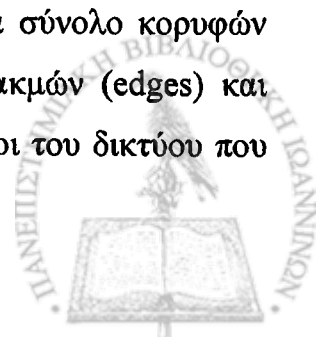
ΚΕΦΑΛΑΙΟ 3. ΤΟΠΟΛΟΓΙΕΣ ΣΕ PEER-TO-PEER ΣΥΣΤΗΜΑΤΑ

- 3.1 Ορισμοί
 - 3.2 Χαρακτηριστικά των p2p δικτύων
 - 3.3 Τυχαίοι Γράφοι
 - 3.4 Power Law Γράφοι
 - 3.5 Γεννήτριες Γράφων (Graph Generator)
 - 3.6 Σύνοψη
-

Η δομή ενός δικτύου p2p μπορεί να συγκριθεί με αυτή του γράφου, όπου οι κόμβοι αποτελούν τις κορυφές του και οι συνδέσεις μεταξύ των κόμβων τις ακμές του. Στο κεφάλαιο αυτό αρχικά παρατίθενται ορισμοί για βασικές έννοιες των γράφων. Στη συνέχεια ορίζονται οι χαρακτηριστικές ιδιότητες, όπως η κατανομή βαθμού, το μέσο μήκος μονοπατιού και ο συντελεστής ομαδοποίησης και περιγράφονται συνοπτικά δύο τύποι γράφων: το τυχαίο μοντέλο και το μοντέλο power law. Το υπόλοιπο του κεφαλαίου αναφέρεται στις γεννήτριες γράφων που έχουν ως σκοπό την δημιουργία γράφων που ομοιάζουν με αυτούς του πραγματικού κόσμου (δίκτυα p2p, κοινωνικά δίκτυα, κλπ.)

3.1. Ορισμοί

- *Γράφος*: Γράφος είναι μια δομή που αποτελείται από ένα σύνολο κορυφών (vertices) που συνδέονται μεταξύ τους με ένα σύνολο ακμών (edges) και συμβολίζεται ως $G = (V, E)$, όπου G γράφος, V οι κόμβοι του δικτύου που



αναπαρίστανται ως κορυφές με $N = |V|$ το πλήθος των κόμβων και E οι ακμές (συνδέσεις επικοινωνίας - links) μεταξύ των κορυφών του γράφου.

- *Κατευθυνόμενος Γράφος*: Ο γράφος $G = (V, E)$ ονομάζεται κατευθυνόμενος (directed graph) όταν κάθε ακμή, $(i, j) \in E$ είναι ένα διατεταγμένο ζεύγος από τον κόμβο i στον κόμβο j . Μη κατευθυνόμενος (*undirected graph*) ονομάζεται ο γράφος που το ζεύγος $(i, j) \in E$ δεν είναι διατεταγμένο δηλ. ο κόμβος i δείχνει στον κόμβο j και το αντίστροφο.
- *Βαθμός κόμβου*: Βαθμός μιας κορυφής u είναι το πλήθος των ακμών που προσπίπτουν στην κορυφή u και συμβολίζεται με d . (Κάθε κόμβος του γράφου είναι άμεσα συνδεδεμένος με άλλους κόμβους, που ονομάζονται γείτονες του u).
- *Εσω-βαθμός (in-degree) $d_{in}(u)$* της κορυφής u ονομάζεται ο αριθμός των διατεταγμένων ακμών που καταλήγουν στην κορυφή u . *Εξω-βαθμός (out-degree) $d_{out}(u)$* μιας κορυφής u ονομάζεται ο αριθμός των διατεταγμένων ακμών που αναχωρούν από την κορυφή u . Για μη κατευθυνόμενο γράφο ισχύει $d_{out}(u) = d_{in}(u)$ για όλους τους κόμβους.

3.2. Χαρακτηριστικά των p2p δικτύων

Όπως αναφέρθηκε παραπάνω ο τρόπος με τον οποίο σχηματίζεται ένα δίκτυο αποκαλύπτει συγκεκριμένες ιδιότητες όπως: το μέσο μήκος μονοπατιού (average path length) [4], η κατανομή των βαθμών των κόμβων (degree distribution) που οδηγεί στην παραγωγή συγκεκριμένων τοπολογιών δικτύου και το συντελεστή ομαδοποίησης (cluster coefficient) [4].

Average path length- $A(i)$: Είναι ο μέσος αριθμός βημάτων (hops) από τον κόμβο i προς όλους τους άλλους κόμβους του δικτύου. Το μέσο μήκος μονοπατιού χαρακτηρίζει την έκταση του δικτύου.

Συντελεστής ομαδοποίησης - $C(i)$: Ο συντελεστής ομαδοποίησης ενός κόμβου ορίζεται ως:

$$C(i) = \frac{2E_i}{d_i(d_i - 1)}$$

Εξ. 3.1



όπου d_i ο βαθμός του κόμβου i και E_i ο αριθμός των συνδέσεων μεταξύ των γειτόνων του κόμβου i . Ο συντελεστής ομαδοποίησης εκφράζει την πιθανότητα οι κόμβοι με κοινό γείτονα, να έχουν επίσης γείτονα έναν ακόμη κόμβο. Αν ο βαθμός του κόμβου είναι ένα, τότε ο συντελεστής ομαδοποίησης δεν ορίζεται από την Εξίσωση (3.1) [12].

Κατανομή βαθμών: Κατά την άφιξη ενός νέου κόμβου στο κατανεμημένο σύστημα και για να συνδεθεί (join) σε αυτό ανταλλάσσει μηνύματα με κόμβους που ήδη μετέχουν στο δίκτυο. Στη συνέχεια, επιλέγει κάποιους από αυτούς για να συνδεθεί άμεσα (σε ένα hop) που στο εξής τους θεωρεί γείτονες. Το πλήθος των γειτόνων ενός κόμβου είναι ο βαθμός του. Η ακολουθία βαθμών του δικτύου που προκύπτει εξαρτάται από τον τρόπο που ο κόμβος επιλέγει τους γείτονές του. Η ακολουθία βαθμών ή η κατανομή των βαθμών των κόμβων διαμορφώνει την τοπολογία του δικτύου.

Συνηθισμένη κατανομή σε $p2p$ δίκτυα είναι η *power law* κατανομή.

Power law κατανομή

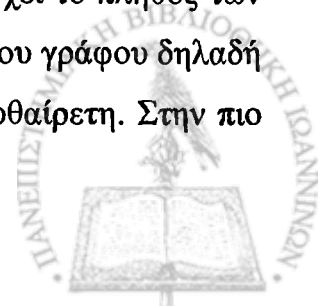
Μια τυχαία μεταβλητή X [40] λέγεται ότι έχει power law κατανομή αν:

$$P_r(X \geq x) \propto cx^{-\alpha} \quad \text{Εξ. 3.2}$$

όπου c θετική σταθερά ($c > 0$) και $\alpha > 0$. Η Εξίσωση (3.2) εκφράζει την πιθανότητα ο κόμβος r να έχει τουλάχιστον x γείτονες. Η πιθανότητα αυτή ελέγχεται από τις δύο παραμέτρους (α , c). Η παράμετρος c είναι παράγοντας κανονικοποίησης που ελέγχει το μέγιστο βαθμό k_{max} και η παράμετρος α καλείται *εκθέτης της power law (power law exponent)*.

3.3. Τυχαίοι Γράφοι

Το μοντέλο του τυχαίου γράφου εισάγεται το 1959 από τους Erdős και Rényi [20]. Ο τυχαίος γράφος έχει δύο παραμέτρους: μια παράμετρος n που ελέγχει το πλήθος των κόμβων στο γράφο και μια δεύτερη m που ελέγχει την πυκνότητα του γράφου δηλαδή το πλήθος των ακμών. Η κατανομή βαθμού των κόμβων είναι αυθαίρετη. Στην πιο



κοινή εκδοχή ο τυχαίος γράφος $G(n, m)$ αντιστοιχεί στο σύνολο των γράφων όπου επιλέγονται m ακμές από το σύνολο των $n(n-1)/2$ και τοποθετούνται στο γράφο. Στην περίπτωση αυτή η κατανομή βαθμών μπορεί να προκύψει από ομοιόμορφη δειγματοληψία. Εναλλακτικά οι ακμές επιλέγονται με πιθανότητα p οπότε προκύπτει το μοντέλο $G(n, p)$. Στην περίπτωση αυτή η κατανομή των βαθμών ακολουθεί την δυνωμική κατανομή:

$$p_k = \binom{N-1}{k} p^k (1-p)^{N-1-k} \quad \text{Εξ. 3.3}$$

Το μοντέλο του τυχαίου γράφου είναι ιδιαίτερα δημοφιλές, χάρη της απλότητάς του και των ιδιοτήτων του που είναι γνωστές από τα μαθηματικά. Χρησιμοποιείται ευρέως στη μοντελοποίηση συστημάτων όπως p2p δικτύων για να μελετηθεί η συμπεριφορά τους. Όμως το ερώτημα είναι κατά πόσο το παραγόμενο μοντέλο ταιριάζει στα δίκτυα του πραγματικού κόσμου; Εδώ οι απόψεις δίστανται καθώς υπάρχουν απόψεις [38], [22] σύμφωνα με τις οποίες το μοντέλο του τυχαίου γράφου είναι θεωρητικό και απλά βοηθά στην κατανόηση των συστημάτων ενώ σύμφωνα με άλλες το μοντέλο ανταποκρίνεται στην πραγματικότητα. Αυτό εξαρτάται από τον τρόπο σχηματισμού ενός δικτύου, δηλαδή από τον τρόπο που ο κάθε κόμβος επιλέγει τους γείτονές του αν η επιλογή είναι τυχαία τότε τυχαίο θα είναι και το δίκτυο που θα προκύψει.

3.4. Power Law Γράφοι

Ένας γράφος είναι power law όταν οι βαθμοί των κόμβων του ακολουθούν power law κατανομή.

Η δομή power law παρατηρείται σε διάφορα μεγάλα δίκτυα (κοινωνικά δίκτυα, δίκτυα επιστημονικών αναφορών, γλωσσικά δίκτυα, παγκόσμιος ιστός (WWW) [4], [43]. Οι μελέτες που εστιάζουν το ενδιαφέρον τους στο Internet αποφαίνονται ότι και αυτό επίσης ακολουθεί Power Law κατανομή. Στο [22] αποδεικνύεται και πειραματικά ότι οι ιδιότητες του διαδικτύου περιγράφονται πολύ καλά από τα power



law δίκτυα, όπως για παράδειγμα η κατανομή των βαθμών στους κόμβους ενός συστήματος. Η ίδια κατανομή παρατηρείται και σε συστήματα $p2p$ [1], [56], [36].

Στο [22] μετά από μετρήσεις που βασίζονται σε δεδομένα από την τοπολογία του διαδικτύου, διαπιστώνεται ότι τα power law δίκτυα έχουν χαρακτηριστικές ιδιότητες ως προς την τοπολογία και την κατανομή: rank exponent που χαρακτηρίζει το δίκτυο σε αντίθεση με το μέσο βαθμό που δεν ανταποκρίνεται στην περιγραφή του, out-degree exponent που αφήνει να διαφανεί ότι οι μικροί βαθμοί στο δίκτυο εμφανίζονται με μεγαλύτερη συχνότητα, hop-plot exponent και eigen exponent που εκτιμούν την πυκνότητα του γράφου και διακρίνουν τις διαφορές μεταξύ (οικογενειών) γράφων.

Σε ένα power law δίκτυο μόνο λίγοι κόμβοι έχουν μεγάλο βαθμό ενώ το μεγαλύτερο ποσοστό των κόμβων έχει βαθμό ένα. Ο μέγιστος βαθμός d_{max} εξαρτάται από το πλήθος N των κόμβων στο δίκτυο και καθορίζεται από την παράμετρο c [15] η οποία έχει τιμή τέτοια ώστε:

$$d_{max} = N^{2/3}$$

Εξ. 3.4

Η παράμετρος a της Εξίσωσης (3.1) είναι μια σταθερά που επηρεάζει το πλήθος των ακμών στο δίκτυο και η τιμή της κυμαίνεται από 2 έως 3 όπως προκύπτει από μετρήσεις σε πραγματικά power law δίκτυα.

Όπως διαπιστώνεται [6] τα δίκτυα που οργανώνονται ακολουθώντας power law κατανομή έχουν μεγάλο βαθμό ανοχής και αντοχής σε πιθανές αποτυχίες αφού η επικοινωνία μεταξύ των κόμβων δεν επηρεάζεται. Είναι όμως ευαίσθητα σε επιθέσεις όπως για παράδειγμα στην αφαίρεση μερικών κόμβων με το μεγαλύτερο βαθμό αφού αυτοί υποστηρίζουν κυρίως την συνδεσιμότητα του δικτύου.



3.5. Γεννήτριες Γράφων (Graph Generator)

Οι γεννήτριες γράφων χρησιμοποιούνται για την κατασκευή γράφων που ταιριάζουν στα πραγματικά δίκτυα τουλάχιστον στα περισσότερα χαρακτηριστικά τους. Οι γράφοι αυτοί χρησιμοποιούνται στις μελέτες για προσομοιώσεις.

Στις πρώτες μοντελοποιήσεις χρησιμοποιήθηκαν τυχαίοι τακτικοί γράφοι. Πρόσφατες μελέτες για τις προσομοιώσεις τους, χρησιμοποιούσαν τοπολογίες δικτύου που δημιουργούνταν με βάση τον παρατηρούμενο μέσο βαθμό της τοπολογίας που επιθυμούσαν να προσομοιώσουν. Αυτό όμως είχε ως αποτέλεσμα δίκτυα που δεν συμπεριελάμβαναν τις ιδιότητες των φυσικών δικτύων (κατανομή βαθμού, μέσο μήκος μονοπατιού και συντελεστής ομαδοποίησης) και δεν ανταποκρίνονται στην πραγματικότητα (Brite, Inet, Waxman).

Σε μια προσπάθεια να απαντηθεί το ερώτημα, που θέτει μεταξύ άλλων ο Faloutsos [22], «πως μπορούμε να παράγουμε τοπολογίες που να μοιάζουν με τα πραγματικά δίκτυα» οι ερευνητές στράφηκαν σε στατιστικές μετρήσεις σε δίκτυα του πραγματικού κόσμου που αποκαλύπτουν την ακολουθία βαθμών και τα χαρακτηριστικά τους.

Οι γεννήτριες γράφων διακρίνονται ανάλογα με τον τρόπο δημιουργίας του δικτύου σε πέντε κατηγορίες [13]:

- *Μοντέλο Τυχαίου Γράφου (Random Graph Model)*: Η παραγωγή του γράφου στηρίζεται σε μια τυχαία διαδικασία.
- *Μοντέλο της κατά προτίμηση προσάρτησης (Preferential attachment model)*: Το νεοεισερχόμενο στοιχείο σε ένα σύνολο, τείνει να επιλέγει τα δημοφιλέστερα άτομα του συνόλου για να συνδεθεί.
- *Βελτιστοποιημένο Μοντέλο (Optimization –based model)*: Στο μοντέλο αυτό, αντί της *preferential attachment* εκδοχής για την παραγωγή της power law κατανομής, επιλέγεται η βελτιστοποίηση των πόρων (resource optimizations) που οδηγεί σε παρόμοια αποτελέσματα.



- *Γεωγραφικό Μοντέλο (Geographical model)*: Το μοντέλο αυτό λαμβάνει υπόψη τη γεωγραφική θέση των κόμβων κατά την δημιουργία του δικτύου.
- *Μοντέλο προσανατολισμένο στο διαδίκτυο (Internet-specific model)*: Η κατασκευή αυτού του μοντέλου επιχειρεί να εκμεταλλευτεί αλλά και να αντικατοπτρίσει την ιεραρχική δομή του διαδικτύου.

3.5.1. Τυχαίος Γράφος

Η παραγωγή τυχαίων γράφων βασίστηκε στους Erdős και Rényi [20], ένα απλό μοντέλο που αποδείχθηκε πολύ χρήσιμο στις πρώτες μοντελοποιήσεις. Σύμφωνα με την Εξίσωση 3.3 η κατανομή βαθμών αυτού του μοντέλου είναι Poisson, ενώ το σύνολο σχεδόν των πραγματικών μοντέλων έχει power law κατανομή.

Για να ξεπεραστεί το πρόβλημα αυτό το αρχικό μοντέλο επεκτείνεται [3], [45] ώστε να εναρμονιστεί με την πραγματική φύση των δικτύων: Το μοντέλο που προκύπτει έχει ως εξής: Δεδομένου του πλήθους των κόμβων N του συστήματος και ενός εκθέτη a αρχικά αντιστοιχίζονται σε κάθε κόμβο βαθμοί (degrees) που παράγονται από μια power – law κατανομή με εκθέτη a . Στη συνέχεια επιλέγονται τυχαία δύο κόμβοι και προστίθεται μεταξύ τους μια ακμή (link). Αυτός ο τρόπος δημιουργίας μπορεί να οδηγήσει σε γράφους μη συνδεδεμένους. Αποδεικνύεται όμως [3] ότι πάντα υπάρχει μια γιγάντια¹ συνιστώσα.

¹ Γιγάντια συνιστώσα είναι η συνδεδεμένη συνιστώσα που περιλαμβάνει το μεγαλύτερο πλήθος κόμβων σε ένα γράφο (συνήθως ένα ποσοστό από όλους τους κόμβους του, για παράδειγμα cn για $0 < c < 1$ και n το πλήθος των κόμβων).





Σχήμα 3.1: Ο γράφος του internet όπως αποτυπώνεται το Δεκέμβριο του 1998.
Πηγή: Faloutsos [22]

3.5.2. Μοντέλο της κατά προτίμηση προσάρτησης

Όταν ένα νέο στοιχείο εισάγεται σε ένα δίκτυο, για παράδειγμα μια ιστοσελίδα, και πρόκειται να επιλέξει κάποια άλλα ήδη υπάρχοντα στοιχεία του δικτύου για να συνδεθεί μαζί τους, τότε είναι πολύ πιθανό να επιλέξει αυτά που είναι πιο δημοφιλή, για παράδειγμα τις σελίδες με τις πιο πολλές συνδέσεις. Οι Barabasi και Albert [9] βασιζόμενοι σε αυτή την παρατήρηση προτείνουν ένα μοντέλο που ονομάζεται *preferential attachment model*. Το μοντέλο αυτό αποτελεί το έναυσμα για περαιτέρω έρευνα και μελέτη [2], [5], [4], [10], [11], [12], [46], [50], [67].

Η δημιουργία του δικτύου έχει ως εξής: Αρχικά προστίθενται N_0 κόμβοι και καμιά ακμή. Στη συνέχεια προστίθεται ένας κόμβος κάθε φορά και συνδέεται με τους κόμβους που είναι ήδη στο δίκτυο με m ακμές. Ο νέος κόμβος επιλέγει τυχαία έναν από τους κόμβους που είναι ήδη στο δίκτυο και συνδέεται με αυτόν με πιθανότητα:

$$\Pi(k_i) = k_i / \sum_j k_j \quad \text{Εξ. 3.5}$$

όπου k_i ο βαθμός του νέου κόμβου και k_j ο βαθμός των κόμβων που είναι ήδη στο δίκτυο.



Είναι πολύ πιθανό λοιπόν ο κόμβος με το μεγαλύτερο βαθμό να επιλεγεί από τον νέο κόμβο δηλαδή “ο πλούσιος γίνεται πλουσιότερος”. Για παράδειγμα μια δημοφιλής ιστοσελίδα που είναι περισσότερο γνωστή, είναι πιθανότερο να επιλεγεί σε σχέση με κάποια άλλη όχι το ίδιο γνωστή στο διαδίκτυο.

Στο ίδιο πλαίσιο εργασίας, οι Kleinberg και Kumar [13], προτείνουν ένα παρόμοιο μοντέλο, το μοντέλο αντιγραφής ακμών (edge copying). Η παραγωγή του μοντέλου προσομοιώνει τη συμπεριφορά δημιουργίας νέου web site όπου εισάγονται συνδέσεις με την αντιγραφή τους (copying links) από άλλα web sites.

Ο Leskovec [31] παρατηρεί ότι η κατανομή βαθμών δεν παραμένει σταθερή σε ένα δυναμικό δίκτυο αλλά η διάμετρός του συρρικνώνεται και η πυκνότητά του αυξάνεται. Οι ιδιότητες αυτές ικανοποιούνται στο “forest fire” μοντέλο.

3.5.3. Βελτιστοποιημένο Μοντέλο

Μια εναλλακτική πρόταση για την παραγωγή power law κατανομών βασίζεται στη βελτιστοποίηση πόρων. Οι Carlson και Doyle [19] επισημαίνουν την αντίφαση ως προς το κόστος από τη λήψη μέτρων για αποτροπή καταστροφής (στους πόρους) και της ανάληψης του ρίσκου για μη λήψη μέτρων. Με άλλα λόγια το μοντέλο απαιτεί τη βέλτιστη τοποθέτηση των πόρων στο σύστημα. Η άποψη αυτή συναντάται σε διάφορες εκδοχές κάνοντας χρήση ευριστικών μεθόδων που βασίζονται σε τοπικά βέλτιστες αποφάσεις [42], [21]

3.5.4. Γεωγραφικό Μοντέλο

Είναι λογικό αλλά και πιο πιθανό, να συναντά κανείς άτομα που βρίσκονται στον ίδιο γεωγραφικό χώρο. Η άποψη αυτή αντικατοπτρίζεται στα small-world networks [65] και στο μοντέλο του Waxman [66].

Το δίκτυο μικρών κόσμων (small-world network) είναι ένας γράφος με συγκεκριμένες ιδιότητες: μικρή διάμετρο και υψηλό συντελεστή ομαδοποίησης. Δεδομένου των γεωγραφικών περιορισμών δύο κόμβοι είναι σχετικά κοντά, συνεπώς

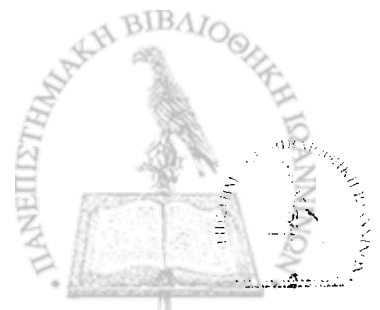


το δίκτυο αυτό έχει μικρή διάμετρο αλλά υψηλό συντελεστή ομαδοποίησης. Επίσης η κατανομή βαθμών δεν είναι power law.

Η γεωγραφική απόσταση μεταξύ των κόμβων λαμβάνεται υπόψη και στο μοντέλο Waxman [66]. Ο νεοεισερχόμενος κόμβος στο δίκτυο επιλέγει να συνδεθεί με κόμβους του δικτύου που βρίσκονται σε κοντινότερη απόσταση γεωγραφικά από αυτόν. Στο [38] συνδυάζονται τα γεωγραφικά χαρακτηριστικά του Waxman μοντέλου και τα χαρακτηριστικά του *preferential attachment* μοντέλου και προκύπτει το μοντέλο BRITE. Οι γεννήτριες αυτές δεν αποδίδουν την power law κατανομή βαθμών των κόμβων.

3.5.5. Μοντέλο προσανατολισμένο στο διαδίκτυο

Τέτοια μοντέλα είναι το Inet [67] και το R-MAT [14]. Οι γράφοι που παράγουν δεν στηρίζονται μόνο στην κατανομή βαθμών των κόμβων αλλά και σε άλλα χαρακτηριστικά όπως για παράδειγμα η απόδοση της ιεραρχικής δομής του διαδικτύου. Το Inet παράγει Internet Autonomous System (AS) τοπολογίες που αναπαραστούν μόνο πληροφορίες συνδεσμικότητας και όχι καθυστέρησης ή εύρους. Το Recursive Matrix (R-MAT) μοντέλο παράγει γράφους με power-law κατανομή βαθμών και χαρακτηριστικά των small-world.



Πίνακας 3.1: Συγκριτικός πίνακας των γεννητριών γράφων. Στο πίνακα αυτό φαίνονται ο τύπος του παραγόμενου γράφου, καθώς και οι χαρακτηριστικές ιδιότητες, για όσα από αυτά τα δίκτυα έχουν εκτιμηθεί.

Γεννήτρια	Τύπος Γράφου					Κατανομή Βαθμού	Διάμετρος ή μέσο μήκος μονοπατιού	Συντελεστής Ομαδοποίησης
	Random	Preferential	Optimization-based	Geographical	Internet-specific			
Erdos-Renyi [20], 1960	X					Poisson	$O(\log N)$	Low, $CC \propto N^{-1}$
PLRG [3], 2000, PLOD [45], 2000	X					Power Law (α : ορίζεται από το χρήστη)	$O(\log N)$	$CC \rightarrow 0$ για μεγάλο N
Exponential cutoff [44], 2001	X					Power Law (α : ορίζεται από το χρήστη)	$O(\log N)$	$CC \rightarrow 0$ για μεγάλο N
BA [9], 1999		X				Power Law ($\alpha=3$)	$O(\log N)$ $O(\frac{\log N}{\log \log N})$	$CC \propto N^{0.75}$
AB [9], 2000		X				Power Law ($\alpha \in [2, \infty)$)		
Edge copying [13], 1999		X				Power Law ($\alpha \in [1, \infty)$)		
GLP [12], 2002		X				Power Law ($\alpha \in [2, \infty)$)		
Accelerated growth [13] 2002		X				Power Law ($\alpha=2$ και $\alpha=3$)		
Fitness model [10], 2001						Power Law ($\alpha=2.255$)		
Aiello et al. [2], 2001		X				Power Law ($\alpha \in [2, \infty)$)		
Pandurangan et al. [46], 2002		X				Power Law		
Inet [67], 2002		X			X	Power Law		
Pennock et al. [50], 2002						Power Law unimodal ($\alpha \in [2, \infty)$)		
Small-world [65], 1998				X		όπως στο τυχαίο γράφο	$O(N)$ για N μικρό, $O(\ln N)$ για μεγάλες τιμές του N	$CC(p) \propto (1-p)^3$ (p : πιθανότητα ανανέωσης)
Waxman [66], 1988				X				
BRITE [38], 2000		X			X		Σχετικά μικρό	
Fabrikant et al. [21], 2002			X			εκθετική Power Law		
R-MAT [14], 2004					X	power law unimodal	Σχετικά μικρό	
Community Guided Attachment						Densification Power Law	$O(\log N)$ $O(\log(\log N))$	
Forest Fire Model [31]		X		X				



3.6. Σύνοψη

Πλήθος graph generators έχουν προταθεί που οδηγούν σε ποικίλες τοπολογίες. Δεν είναι εύκολο να αποφανθεί κανείς ότι κάποιο από τα προτασόμενα μοντέλα άπτεται των ιδιοτήτων των πραγματικών δικτύων. Η επιλογή του μοντέλου εξαρτάται κυρίως από την περιοχή εφαρμογής. Το τυχαίο μοντέλο είναι απλό και εύκολο στην υλοποίηση και στην ανάλυσή του, αλλά οι επακόλουθες τοπολογίες δεν ανταποκρίνονται στα δίκτυα του πραγματικού κόσμου. Το preferential attachment μοντέλο κλίνει περισσότερο προς τα πραγματικά δίκτυα και για το λόγο αυτό συγκεντρώνει το μεγαλύτερο ενδιαφέρον. Στον Πίνακα 3.1 φαίνεται μια ταξινόμηση των γεννητριών γράφων.



ΚΕΦΑΛΑΙΟ 4. ΑΝΑΖΗΤΗΣΗ

4.1 Εισαγωγή

4.2 Στρατηγικές Αναζήτησης

4.3 Το πρόβλημα του μεγάλου αριθμού μηνυμάτων (message overhead)

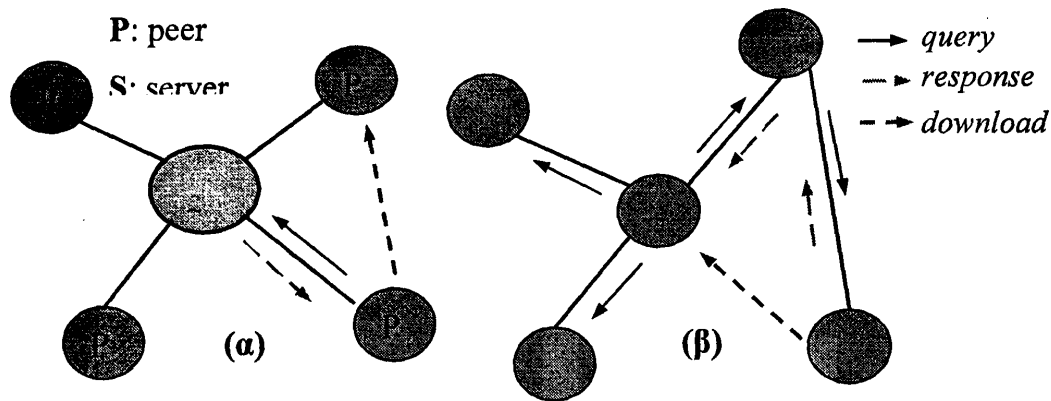
4.4 Έλεγχος της Πλημμύρας

Στα περισσότερα κατανεμημένα συστήματα ο εντοπισμός της θέσης ενός πόρου είναι μια “δαπανηρή” διαδικασία εξ αιτίας της έλλειψης πληροφορίας. Σε αυτό το κεφάλαιο περιγράφονται οι κύριες τεχνικές αναζήτησης που χρησιμοποιούνται στα δίκτυα p2p. Στη συνέχεια επισημαίνεται το βασικό πρόβλημα των μεθόδων αναζήτησης, δηλαδή αυτό της πλεονάζουσας πληροφορίας και παρουσιάζονται οι τρόποι για να μετριασθεί το φαινόμενο αυτό.

4.1. Εισαγωγή

Η διαδικασία εύρεσης ενός πόρου έχει ως εξής: Δεδομένου ενός πόρου X να εντοπιστεί η θέση του κόμβου ή των κόμβων που παρέχουν τον πόρο αυτό. Στα κατανεμημένα αδόμητα συστήματα δεν υπάρχει καμιά γνώση για το που είναι τοποθετημένοι οι προς αναζήτηση πόροι. Το μόνο που γνωρίζει ένας κόμβος είναι οι κόμβοι που συνδέονται άμεσα μαζί του και μια λίστα με τους πόρους που ο ίδιος διαθέτει. Το πρόβλημα της αναζήτησης είναι σημαντικό και κοινό στα p2p δίκτυα.





Σχήμα 4.1: Διαδικασία εκτέλεσης της αναζήτησης σε κεντροκοποιημένο σύστημα, όπως (α) στο Napster και (β) σε αδόμητο σύστημα όπως η Gnutella.

Μια προσέγγιση για τη λύση του προβλήματος, είναι η διατήρηση μιας κεντρικής βάσης που διατηρεί πληροφορίες αντιστοίχισης πόρων και κόμβων που τους διαθέτουν (π.χ. Napster). Ο χρήστης απευθύνει την ερώτηση για το αρχείο που επιθυμεί στον κεντρικό διακομιστή, ο οποίος του υποδεικνύει τη θέση του ζητούμενου αντίγραφου. Ο χρήστης το μεταφέρει τοπικά απευθείας από τον κόμβο που διατηρεί αντίγραφο. Ένα παράδειγμα μιας τέτοιας υλοποίησης φαίνεται στο Σχήμα 4.1(α). Μία δεύτερη προσέγγιση, στα δομημένα συστήματα όπως CAN, CHORD, στηρίζεται στην *ιεραρχική* δομή. Η ερώτηση ακολουθεί μια διαδρομή από κόμβο σε κόμβο μέχρι τον εντοπισμό του επιθυμητού αντικειμένου. Στα αποκεντρωμένα αδόμητα συστήματα λόγω έλλειψης πληροφορίας, η αναζήτηση του επιθυμητού πόρου έχει ως εξής: ο κόμβος που αναζητά τον πόρο X κοιτάζει πρώτα την τοπική του βάση. Αν δεν το βρει τότε προωθεί ένα μήνυμα-ερώτηση στους γείτονές του (π.χ. Gnutella). Όταν ο πόρος εντοπισθεί τότε ο κόμβος συνδέεται απ' ευθείας με τον κόμβο που τον διαθέτει για να λάβει το αντίγραφο (Σχήμα 4.1(β)).

Μια αναζήτηση ονομάζεται επιτυχής αν εντοπίσει τουλάχιστον ένα αντίγραφο του αιτούμενου πόρου. Μια αναζήτηση μπορεί να επιφέρει περισσότερα από ένα αποτελέσματα, σε περίπτωση που υπάρχουν αντίγραφα του ίδιου αντικειμένου σε περισσότερους του ενός κόμβους. Το συνολικό ποσοστό επιτυχίας ορίζεται ως *success rate*.

Εξ αιτίας της τυχαίας φύσης των δικτύων p2p και της έλλειψης δομής, η αναζήτηση βασίζεται σε ελάχιστη πληροφορία, συνήθως τοπική, ή σε εμπειρικές πρακτικές. Οι όποιες στρατηγικές εφαρμόζονται έχουν ως στόχο την επιτυχή απάντηση των ερωτημάτων του χρήστη με λογικό κόστος [34], [68], που προσδιορίζεται από:

- το ποσοστό επιτυχίας (success rate) και το χρονικό διάστημα (lifetime) σε αριθμό βημάτων (hops) της ερώτησης.
- το βαθμό κάλυψης του δικτύου (node coverage)
- το πλήθος των μηνυμάτων ή/και το πλήθος διπλών μηνυμάτων (message overhead) που διακινούνται στο δίκτυο.

Οι στρατηγικές αναζήτησης πρέπει να είναι προσεκτικά σχεδιασμένες έτσι ώστε να συμβάλλουν στον επιτυχή εντοπισμό της πληροφορίας, την χαμηλή κατανάλωση πόρων (δικτυακών και υπολογιστικών) και να προσαρμόζονται εύκολα στις αλλαγές του δικτύου (τοπολογία, φόρτος) καθώς οι χρήστες εισέρχονται και απέρχονται στο σύστημα με μεγάλη συχνότητα.

Στη συνέχεια γίνεται μια επισκόπηση στις προτεινόμενες στρατηγικές αναζήτησης.

4.2. Στρατηγικές Αναζήτησης

Δύο κύριες στρατηγικές αναζήτησης εφαρμόζονται στα αδόμητα συστήματα p2p: η τυφλή αναζήτηση (*blind search*) όπου οι κόμβοι δεν διαθέτουν πληροφορία σχετικά με τη θέση των επιθυμητών πόρων και η πληροφορημένη αναζήτηση (*informed search*) όπου υπάρχει πληροφορία που βοηθά στον εντοπισμό των αντικειμένων.

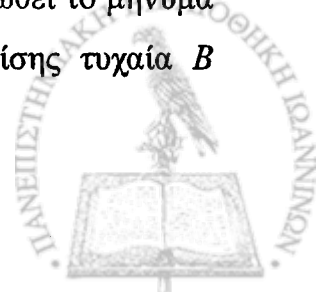
4.2.1. Τυφλή αναζήτηση

Οι στρατηγικές αναζήτησης αυτού του είδους δεν στηρίζονται σε κάποιο ευριστικό σχήμα ή σε κανόνες καθοδήγησης που καθορίζουν τη θέση των δεδομένων. Το μήνυμα της ερώτησης προωθείται “τυφλά” στους γειτονικούς κόμβους ώστε να καλύψει επαρκή αριθμό κόμβων και εφόσον δεν ικανοποιείται η συνθήκη τερματισμού. Η συνθήκη τερματισμού είναι είτε η ικανοποίηση της ερώτησης είτε η



εκπνοή του μετρητή TTL. Οι αλγόριθμοι που υλοποιούν τυφλές μεθόδους αναζήτησης (*flooding-based*) είναι:

- Ο αλγόριθμος της πλημμύρας (*flooding*) όπου οι κόμβοι προωθούν την ερώτηση στο δίκτυο επικάλυψης για TTL hops για τον εντοπισμό του πόρου. Ο αλγόριθμος δεν εγγυάται την ικανοποίηση της ερώτησης μέσα σε καθορισμένο αριθμό βημάτων, ενώ παράγει τεράστιο αριθμό μηνυμάτων. Αυτή η στρατηγική εφαρμόζεται στην Gnutella [25]).
- Ο αλγόριθμος της πλημμύρας εφαρμόζεται και στην περίπτωση της επαναληπτικής εμβάθυνσης (*Iterative deepening*) [34], [69]. Το βάθος αναζήτησης (TTL) αρχικά είναι μικρό και αυξάνει επαναληπτικά ώστε να καλύψει μεγαλύτερο μέρος του δικτύου, αν η αναζήτηση δεν είναι επιτυχής.
- Ο *Random BFS* [28] αποτελεί μια παραλλαγή της πλημμύρας και επιλέγει να προωθεί την ερώτηση σε ένα υποσύνολο γειτονικών κόμβων που επιλέγονται τυχαία. Το ποσοστό των κόμβων που επιλέγεται είναι παράμετρος του αλγορίθμου. Ο αλγόριθμος μειώνει το μέσο αριθμό μηνυμάτων σε σχέση με την προηγούμενη μέθοδο, όμως αυτός ο αριθμός εξακολουθεί να παραμένει υψηλός. Στην ίδια λογική ο αλγόριθμος *teeming* [18] για να μειωθεί το συνολικό overhead για την προώθηση της ερώτησης αν αυτό δεν απαντηθεί τοπικά, επιλέγει ένα υποσύνολο γειτόνων με πιθανότητα ϕ . Η μείωση της πιθανότητας καθώς τα βήματα αυξάνουν [35], [30] οδηγεί σε σημαντική μείωση της πλεονάζουσας πληροφορίας.
- Ένας συνδυασμός πλημμύρας και επιλεκτικής προώθησης αποτελεί ο *LightFlood* [27] αλγόριθμος που προωθεί το μήνυμα ερώτησης σε δυο φάσεις: στην πρώτη φάση, εφαρμόζεται ο αλγόριθμος της πλημμύρας για μικρό TTL. Στη δεύτερη φάση το μήνυμα προωθείται μόνο στο FloodNet, ένα δίκτυο με δενδρική δομή που σχηματίζεται πάνω από το δίκτυο επικάλυψης, από επιλεγμένες συνδέσεις. Η *LightFlood* στρατηγική μειώνει τα πλεονάζοντα μηνύματα από 41%-76% σύμφωνα με τις πειραματικές μετρήσεις των δημιουργών της.
- Στο ίδιο σκεπτικό λειτουργεί και η *Rumor Mongering* [51] τεχνική. Ο κόμβος που εισάγει την ερώτηση q επιλέγει τυχαία B γείτονες και προωθεί το μήνυμα της ερώτησης. Ο κόμβος που λαμβάνει την q επιλέγει επίσης τυχαία B



γείτονες και προωθεί την ερώτηση. Την διαδικασία αυτή μπορεί να την επαναλάβει για F φορές ο ίδιος κόμβος αλλά για διαφορετικό σύνολο B γειτόνων.

- Στη μέθοδο του *τυχαίου περιπατητή (Random Walk)*, ένα μήνυμα “walker” προωθείται σε κάθε βήμα τυχαία σε ένα γείτονα μέχρι να εντοπίσει το επιθυμητό αντικείμενο. Εναλλακτικά ο κόμβος που θέτει την ερώτηση δημιουργεί k αντίγραφα της ερώτησης [34] και τα προωθεί σε k τυχαίους γείτονες. Το κάθε μήνυμα ακολουθεί το δικό του μονοπάτι αφού οι ενδιαμέσοι κόμβοι προωθούν το κάθε αντίγραφο σε ένα μόνο τυχαίο γείτονά τους σε κάθε βήμα της αναζήτησης. Εκτιμάται ότι μέσα σε T βήματα θα καλύψει kT κόμβους. Η μέθοδος αυτή μειώνει κατά πολύ το πλήθος των μηνυμάτων όμως η απόδοσή της εξαρτάται από την τοπολογία του δικτύου. Επίσης μπορεί να χρησιμοποιηθούν ταυτόχρονα περισσότεροι από ένας περιπατητές (l) που εντοπίζουν την απάντηση γρηγορότερα αυξάνοντας όμως το κόστος. Μια παρόμοια στρατηγική είναι η *two-level random walk* [26]. Η αναζήτηση ξεκινά με k_1 περιπατητές και για TTL ίσο με l_1 . Όταν αυτό το TTL εκπνεύσει, τότε ο κάθε περιπατητής αναπαράγει k_2 τυχαίους περιπατητές που προωθούν την ερώτηση για TTL ίσο με l_2 .
- Ο Adamic μεταξύ άλλων [1] προτείνει έναν αλγόριθμο με τυχαίους περιπατητές σε δίκτυα *Power-Law* και αξιοποιεί τους κόμβους με μεγάλο βαθμό. Η αναζήτηση γρήγορα συγκλίνει προς τους κόμβους με μεγάλο βαθμό και αναμένεται αυτοί οι κόμβοι να απαντήσουν αφού έχουν πολλούς γείτονες. Η απόδοση του αλγορίθμου όμως δεν είναι η αναμενόμενη [59].

4.2.2. Αναζήτηση με πληροφορία

Σε αυτές τις στρατηγικές επιλέγονται οι γείτονες που θα προωθήσουν την ερώτηση χρησιμοποιώντας πληροφορίες σχετικά με τη θέση των πόρων ώστε να μειωθεί ο όγκος της πλεονάζουσας πληροφορίας. Οι πληροφορίες είτε συλλέγονται (στατιστικές) από τους κόμβους είτε υπολογίζονται (πιθανολογικές) και προσπαθούν να μαντέψουν που βρίσκεται ο πόρος.

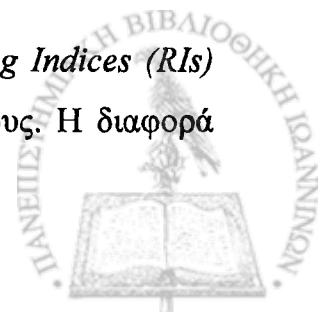


Ο αλγόριθμος Intelligent – BFS [69] αποτελεί μια παραλλαγή του random BFS. Οι κόμβοι αποθηκεύουν τοπικά στατιστικά στοιχεία ερωτήσεων από πρόσφατες αιτήσεις. Όταν φθάνει μια ερώτηση, ο κόμβος προσδιορίζει την ομοιότητά της σε σχέση με τις ερωτήσεις που αποθηκεύει τοπικά. Στη συνέχεια προωθεί την ερώτηση στους γείτονες που είχαν περισσότερα θετικά αποτελέσματα σχετικά με αυτές τις ερωτήσεις. Ο αλγόριθμος πετυχαίνει μεγαλύτερη ακρίβεια (success rate) σε σχέση με τον random BFS, αλλά ο αριθμός των μηνυμάτων αυξάνεται, εξ αιτίας των ενημερώσεων στους τοπικούς δείκτες.

Η στρατηγική *Adaptive Probabilistic Search* [64] υποθέτει ότι η αποθήκευση των αντικειμένων στο δίκτυο ακολουθεί μια κατανομή αντιγράφων. Αυτή η στρατηγική αναζήτησης βασίζεται σε *k-walkers* που προωθούν την ερώτηση όχι τυχαία αλλά βάση πιθανότητας (*probabilistic*). Ο αιτών κόμβος δημιουργεί τους *k-walkers*. Κάθε κόμβος που λαμβάνει την ερώτηση, αν δεν μπορεί να απαντήσει, προωθεί την ερώτηση στο γείτονα κόμβο με την μεγαλύτερη πιθανότητα. Η πιθανότητα υπολογίζεται από τα αποτελέσματα προηγούμενων ερωτήσεων που αποθηκεύονται σε έναν πίνακα τοπικά. Οι τιμές του πίνακα ενημερώνονται με την εκτέλεση της ερώτησης. Όταν η απάντηση είναι θετική, τότε αυξάνεται η σχετική πιθανότητα στους κόμβους του μονοπατιού που διέσχισε ο περιπατητής, στην αντίθετη περίπτωση μειώνεται. Η μέθοδος εισάγει μεγάλο αριθμό μηνυμάτων.

Οι Yang, Garcia-Molina [69] προτείνουν μια τεχνική που βασίζεται σε *Local Indices*. Σύμφωνα με αυτή, κάθε κόμβος διατηρεί δείκτες για τους κόμβους που βρίσκονται σε ακτίνα r hops. Η αναζήτηση γίνεται όπως στο BFS, αλλά την ερώτηση επεξεργάζονται μόνο οι κόμβοι που βρίσκονται σε ορισμένο βάθος – το βάθος αυτό καθορίζεται από την πολιτική – ενώ οι υπόλοιποι απλά την προωθούν. Η μέθοδος μοιάζει πολύ με την *iterative deepening* με τη διαφορά ότι στην δεύτερη όλοι οι κόμβοι επεξεργάζονται την ερώτηση. Το μειονέκτημα της μεθόδου είναι ο μεγάλος αριθμός μηνυμάτων που εισάγει και είναι συγκρίσιμος με αυτόν της πλημμύρας. Από την άλλη, η μέθοδος των *local indices* προσφέρει μεγάλη ακρίβεια.

Στην ίδια λογική με την μέθοδο Intelligent – BFS η μέθοδος *Routing Indices (RIs)* [16] διατηρεί πίνακα με δείκτες σε επιλεγμένους γειτονικούς κόμβους. Η διαφορά



είναι ότι η επιλογή τους δεν γίνεται βάση προηγούμενων απαντήσεων, αλλά βάση της θεματικής κατηγορίας και το πλήθος των εγγράφων που ο κόμβος διατηρεί. Η αναζήτηση είναι αποδοτική ως προς την κατανάλωση εύρους όμως η δημιουργία και η ενημέρωση των RIs απαιτεί πλημμύρα. Επίσης η θεματική κατηγοριοποίηση ενδέχεται να οδηγεί σε εσφαλμένα αποτελέσματα λόγω κακής συσχέτισης. Η RI μέθοδος εμφανίζεται και σε δύο παραλλαγές: την hop-count RI όπου τα RIs συναθροίζονται και αποθηκεύονται σε κάθε hop μέχρι το μέγιστο πλήθος βημάτων και την εκθετική RI όπου αποθηκεύεται το αποτέλεσμα μιας συνάρτησης κόστους στον RI.

Η βασιζόμενη σε attenuated bloom φίλτρα αναζήτηση [55] υποθέτει ότι κάθε αντικείμενο (π.χ. έγγραφο) έχει πολλά αντίγραφα στο δίκτυο p2p. Τα Bloom φίλτρα είναι μια δομή δεδομένων (πίνακας bits) για την αναπαράσταση ενός συνόλου. Τα Attenuated Bloom φίλτρα βάθους d είναι ένας πίνακας από d Bloom φίλτρα. Στόχος της μεθόδου είναι να εντοπίσει αυτά τα αντίγραφα γρήγορα, κοντά στον κόμβο που κάνει την ερώτηση με μεγάλη πιθανότητα. Μια τέτοια προσέγγιση αποτυγχάνει να εντοπίσει αντίγραφα που βρίσκονται μακριά από τον αιτούντα κόμβο. Η τεχνική των attenuated bloom φίλτρων μοιάζει με την hop-count έκδοση της RI [16] με τη διαφορά ότι η πρώτη είναι πιθανολογική και συναθροίζει όμοια έγγραφα ενώ η άλλη ντετερμινιστική και συναθροίζει έγγραφα ανά κατηγορία.

Η λογική ομαδοποίηση (*Clustering*) επιχειρεί να βελτιώσει την αναζήτηση στα p2p δίκτυα με την δημιουργία δυναμικών ομάδων χωρίς να μεταβάλλεται η τοπολογία του δικτύου. Τα πραγματικά δίκτυα εμφανίζουν ομαδοποιήσεις, για παράδειγμα ανάλογα με την δημοτικότητα ενός πόρου που διαθέτουν. Η αναζήτηση μπορεί να εκμεταλλευτεί το γεγονός αυτό ώστε να είναι βέλτιστη [62].

Μια τέτοια προσέγγιση είναι τα Semantic Overlay Network [17]. Στηρίζονται στη λογική ότι θα είναι αποδοτικότερο η δρομολόγηση των ερωτήσεων να γίνεται μόνο προς τους κόμβους που είναι πιο πιθανό να έχουν απαντήσεις. Για να επιτευχθεί αυτό οι κόμβοι με εννοιολογικά όμοια περιεχόμενα σχηματίζουν clusters. Η κατηγοριοποίηση γίνεται ιεραρχικά και σχηματίζεται ένα δίκτυο επικάλυψης σε ανώτερο επίπεδο, με τους κόμβους να καταλαμβάνουν θέσεις στην ιεραρχία ανάλογα



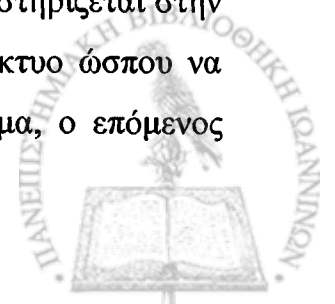
με το πλήθος των δεδομένων (files) που κατέχουν αλλά και την εννοιολογική τους σημασία. Οι ομάδες επικαλύπτονται, δηλαδή μπορεί ένας κόμβος να ανήκει σε πολλές ομάδες ταυτόχρονα ανάλογα με τα δεδομένα που διαθέτει. Ο σχηματισμός αυτός δεν αποκλείει τα λάθη, δηλαδή τις εσφαλμένες κατηγοριοποιήσεις όταν η πληροφορία δεν είναι αρκετή.

Οι συντομεύσεις (*shortcuts*) που προτάσσονται στην εργασία [60] παρέχουν μια χαλαρή δομή πάνω από το υπάρχον overlay δίκτυο (Gnutella). Η ιδέα βασίζεται στην υπόθεση ότι, αν ένας κόμβος έχει αντικείμενα με περιεχόμενο που ενδιαφέρει κάποιον άλλο κόμβο, τότε είναι πολύ πιθανό ότι θα έχει κι άλλα αντικείμενα με περιεχόμενο που θα ενδιαφέρει τον ίδιο κόμβο. Για το λόγο αυτό τοποθετούνται απευθείας συνδέσεις (*shortcuts*) μεταξύ των κόμβων που πρόσφατα παρείχαν απαντήσεις. Αυτές οι συντομεύσεις χρησιμοποιούνται σε κάθε νέα αναζήτηση. Αν δεν αποδώσουν τότε χρησιμοποιείται ο αλγόριθμος της πλημμύρας.

Καθώς οι κόμβοι έρχονται και φεύγουν στο σύστημα και τα ενδιαφέροντα μεταβάλλονται, τα περιεχόμενα της λίστας ανανεώνονται και ενημερώνονται. Η επιλογή των *shortcuts* που θα προστεθούν στη λίστα γίνεται από τον κόμβο που την διατηρεί με συνδυασμό κριτηρίων όπως η πιθανότητα «προμήθειας» περιεχομένου, η καθυστέρηση (*latency*), το μήκος μονοπατιού, η διαθεσιμότητα εύρους, η ποσότητα περιεχομένων, το φόρτο *shortcuts*.

Η στρατηγική στηρίζεται σε στατιστικές πληροφορίες και εκτιμάται ότι απαντά σχετικά γρήγορα σε σημασιολογικά όμοιες ερωτήσεις, όμως για την αρχική δημιουργία των συντομεύσεων στηρίζεται στην πλημμύρα ή στην περίπτωση μη σχετικότητας των ερωτήσεων οπότε εισάγει μεγάλο αριθμό μηνυμάτων.

Μια βελτίωση των *random walks* αποτελούν οι *biased random walks*, όπου στην επιλογή του επόμενου κόμβου λαμβάνεται υπόψη η πιθανότητα αυτός ο κόμβος να έχει και την απάντηση. Στο [1] το ενδιαφέρον του *walker* στρέφεται προς τους κόμβους με υψηλό βαθμό. Ο *popularity-biased random walker* [70], στηρίζεται στην αρχή της τετραγωνικής ρίζας (*square-root*) [34] και διερευνά το δίκτυο ώσπου να βρεθεί το επιθυμητό αντικείμενο ή να λήξει το TTL. Σε κάθε βήμα, ο επόμενος



κόμβος που θα σταλεί το μήνυμα επιλέγεται με πιθανότητα ανάλογη της δημοτικότητας των περιεχομένων του.

Στο *Distributed Resource Location Protocol (DRLP)* [39] οι κόμβοι προωθούν τα μηνύματα αναζήτησης σε κάθε γείτονα με κάποια πιθανότητα. Όταν ένα αντικείμενο βρεθεί, τότε οι κόμβοι που βρίσκονται στο μονοπάτι που διέσχισε η ερώτηση και βρήκε την απάντηση αποθηκεύουν πληροφορία για τη θέση του αντικειμένου. Σε επόμενες αιτήσεις για το συγκεκριμένο αντικείμενο μπορούν να υποδείξουν άμεσα που βρίσκεται το αντικείμενο. Η μέθοδος αυτή μειώνει το πλήθος των μηνυμάτων μόνο αν υπάρχουν συχνές ερωτήσεις για τα ίδια αντικείμενα. Όμως το κόστος για αρχικοποίηση ή σε περίπτωση δυναμικού δικτύου παραμένει υψηλό.

Η *percolation search* [58] δημιουργεί αντίγραφα των περιεχομένων που διαθέτει ο κάθε κόμβος, μέσω random walk, σε άλλους κόμβους. Μια αναζήτηση πρώτα δημιουργεί αντίγραφα της ερώτησης και τα διασπείρει (Query Implantation) μέσω random walk σε άλλους κόμβους οι οποίοι ξεκινούν παράλληλη αναζήτηση. Κάθε κόμβος που έλαβε το αντίγραφο της ερώτησης επιλέγει με πιθανότητα q γείτονές του και την προωθεί. Στην ίδια λογική η *Local Minima Search (LMS)* [41] δημιουργεί αντίγραφα του αντικειμένου που παρέχει, σε κόμβους του δικτύου (που κατά κάποιο τρόπο σχετίζονται με αυτό μέσω ID). Η αναζήτηση πραγματοποιείται με random walks που προσπαθούν να εντοπίσουν ένα από τα αντίγραφα.

Ο ευριστικός αλγόριθμος *gradient search* [57] βασίζεται στην gradient τοπολογία όπου οι κόμβοι διατηρούν δύο σύνολα γειτόνων: ένα τυχαίο (*random set*) και ένα με «κοινά ενδιαφέροντα» (*similarity-based set*). Ο αλγόριθμος της αναζήτησης εκμεταλλεύεται την πληροφορία που υπάρχει στην gradient topology ώστε να περιορίσει το χώρο αναζήτησης.



Πίνακας 4.1: Συγκριτικός πίνακας αλγορίθμων αναζήτησης.

Search Method	Blind	Infor med	Επιλογή γειτόνων	Προώθηση	Overhead (messages)
Flooding	X		όλοι	πλημμύρα	$\propto d^T$
Iterative deepening [34] [69]	X		όλοι	πλημμύρα	$\propto d^T$
Random BFS [28]	X		p: τυχαίο	τυχαία	$\propto (pd)^T$
Teeming [18] teeming with decay [30]	X		p $p_i = p(1-c)^i$	βάσει πιθανότητας	
LightFlood [27]				συνδυασμός πλημμύρας και δενδρικής αναζήτησης (FloodNet)	41%-76% λιγότερο της πλημμύρας
Random walk [34]	X		1 έως k	τυχαία	$k * T$
two-level random walk [26]	X		k_1, k_2	τυχαία	$k * I_1 * k_2 * I_2$
Random Walk σε Power-Law [1]				επιλεκτικά στους κόμβους με υψηλό βαθμό	
Intelligent – BFS [69]		X		βάσει σε στατιστικά απαντήσεων τοπικά (ομοιότητα)	συγκρίσιμο της πλημμύρας
Adaptive Probabilistic Search [64]		X	p	βάσει σε στατιστικά απαντήσεων τοπικά (πιθανότητα θετικών απαντήσεων)	συγκρίσιμο της πλημμύρας
Local Indices [69]		X		βάσει σε στατιστικά απαντήσεων για h hops	συγκρίσιμο της πλημμύρας
Routing Indices (RIs) [15]		X		βάσει σε στατιστικά ομαδοποίησης περιεχομένου-πλήθος αντιγράφων	συγκρίσιμο της πλημμύρας
Distributed Resource Location Protocol (DRLP) [39]		X	p	βάσει σε στατιστικά θετικών απαντήσεων κατά μήκος του μονοπατιού	Υψηλό
attenuated bloom filter [55]		X		bloom φίλτρα	
Semantic Overlay Network [17]		X	p	βάσει σχετικότητας ερωτήσεων	
Shortcuts [60]		X	p	στατιστικά από πρόσφατες απαντήσεις	
Gradient Search [57]		X		τυχαία- κοινά ενδιαφέροντα	
Biased random walks [70]		X	p	κόμβοι με υψηλό βαθμό	
Percolation Search [58]		X	p		$O(\log^2 N)$ or $O(\sqrt{N} \log^2 N)$
Local Minima Search (LMS) [41]		X	1 έως k	αντίγραφα & random walks	
Rumor Mongering [51]	X		p	τυχαία	50%flooding

Συμπερασματικά

Κύριο ρόλο για την εύρεση ενός αντικειμένου στα p2p συστήματα έχουν οι πίνακες (index) που διατηρούν ένα σύνολο με πληροφορίες- δείκτες για την θέση όπου μπορούν να βρεθούν τα αντικείμενα. Ένα index μπορεί να είναι τοπικό (local),



κεντρικό (*centralized*) ή κατανεμημένο (*distributed*). Σε ένα local index ο peer διατηρεί πληροφορίες μόνο για τους πόρους που ο ίδιος διαθέτει. Σε ένα centralized index ένας server διατηρεί πληροφορίες για τους πόρους που διαθέτουν οι peers (π.χ. Napster). Ο distributed index διατηρεί δείκτες σε κόμβους που διαθέτουν ή γνωρίζουν που βρίσκονται οι πόροι.

Εστιάζοντας στα αποκεντρωμένα αδόμητα p2p δίκτυα η αναζήτηση μπορεί να είναι τυφλή, δηλαδή χωρίς καμιά γνώση, ή πληροφορημένη δηλαδή χρησιμοποιεί πληροφορίες για τον πιο εύκολο εντοπισμό του αντικειμένου. Οι περισσότερες στρατηγικές αναζήτησης που προτείνονται βασίζονται στην πλημμύρα (flooding - based) και επιχειρούν την βελτιστοποίηση της απόδοσης με τυχαία, στατιστικά, πιθανολογικά σχήματα. Οι παραλλαγές της πλημμύρας στην περίπτωση της τυφλής αναζήτησης μειώνουν την κάλυψη του δικτύου (node coverage), ενώ στην πληροφορημένη αναζήτηση το κόστος για την δημιουργία και διατήρηση των πινάκων (indices) τοπικά αντισταθμίζει το κέρδος από τη μείωση μηνυμάτων.

Οι παράγοντες που επηρεάζουν την απόδοση της αναζήτησης είναι το δίκτυο επικάλυψης (τοπολογία), ο μηχανισμός αναζήτησης και το πλήθος των διαθέσιμων αντιγράφων.

4.3. Το πρόβλημα του μεγάλου αριθμού μηνυμάτων (message overhead)

Αν και η αναζήτηση είναι βασική λειτουργία στα συστήματα p2p, εντούτοις είναι η αιτία για την επιβάρυνση του δικτύου με τεράστιο όγκο μηνυμάτων. Ιδιαίτερα, όπως φάνηκε και στην παραπάνω ενότητα οι τυφλές τεχνικές αναζήτησης στα αδόμητα συστήματα βασίζονται κυρίως στην πλημμύρα με αποτέλεσμα να κατακλύζεται το δίκτυο από τα μηνύματα των ερωτήσεων. Τα μηνύματα αυτά στην πλειονότητά τους είναι διπλά μηνύματα (*duplicate messages*), πανομοιότυπα αντίγραφα δηλαδή, του ίδιου μηνύματος ερώτησης, που φθάνουν σε έναν κόμβο μέσω διαφορετικών μονοπατιών.

Τα duplicate messages δεν συμβάλουν στον εντοπισμό του επιθυμητού αντικειμένου, αντίθετα καταναλώνουν άσκοπα τους πόρους του συστήματος:



Υπολογιστικοί πόροι (Computational Resources): για παράδειγμα η CPU διακόπτεται για να επεξεργαστεί το εισερχόμενο ερώτημα ξανά και ξανά, ή/και για να προετοιμάσει το μήνυμα για αποστολή (pack –unpack messages).

Μνήμη (Memory): για παράδειγμα απαιτείται μνήμη για την αποθήκευση στατιστικών που συγκεντρώνονται από την επεξεργασία των ερωτήσεων.

Εύρος (Bandwidth): Η μετάδοση των μηνυμάτων σπαταλά ποσοστό του διαθέσιμου εύρους.

Καθυστερήση (Latency): Οφείλεται στον χρόνο μετάδοσης των μηνυμάτων, στο χρόνο διάδοσης στο φυσικό επίπεδο και στο χρόνο επεξεργασίας από τον κόμβο. Η παράμετρος αυτή αυξάνεται καθώς αυξάνονται τα βήματα που απαιτούνται για τον εντοπισμό της πληροφορίας.

4.4. Έλεγχος της Πλημμύρας

Για τον έλεγχο του αριθμού των μηνυμάτων, που είναι αποτέλεσμα της πλημμύρας, χρησιμοποιούνται μηχανισμοί που τοπικά την περιορίζουν ή την τερματίζουν. Αυτοί οι μηχανισμοί, συνήθως ελέγχουν κάποια συνθήκη (πεδία ωρίμανσης, όριο βημάτων, ακολουθία αριθμών) και αποφασίζουν την προώθηση ή όχι της ερώτησης στο σύνολο των γειτονικών κόμβων ή σε μέρος αυτών. Βασικές τέτοιες στρατηγικές είναι:

- ✓ *TTL (Time – to – Live)*: Παράμετρος που καθορίζει το μέγιστο πλήθος των hops που θα πραγματοποιήσει το μήνυμα της ερώτησης εφόσον δεν απαντηθεί.
- ✓ *Ανίχνευση διπλών μηνυμάτων (Duplicate Detection - DD)*: Μηχανισμός που υπαγορεύει αν το μήνυμα που έλαβε ένας κόμβος θα προωθηθεί ή όχι εφόσον πρόκειται για διπλό μήνυμα.
- ✓ *Εναλλακτικές τεχνικές αναζήτησης (Alternating searching mechanism)*: Τεχνικές αναζήτησης βασισμένες στην πλημμύρα που περιορίζουν το πλήθος των παραγόμενων μηνυμάτων.



4.4.1. TTL(Time – to – Live)

Η παράμετρος TTL ενσωματώνεται στο μήνυμα της ερώτησης, ως μετρητής στην επικεφαλίδα του μηνύματος, και έχει ως στόχο τον περιορισμό των μηνυμάτων. Το TTL μετράται σε hops² και παίρνει μια αρχική τιμή. Σε κάθε βήμα (hop), η τιμή του μειώνεται κατά ένα. Όταν πάρει την τιμή μηδέν τότε σταματά η περαιτέρω προώθηση της ερώτησης. Αν το TTL είναι μεγάλο, το δίκτυο κατακλύζεται από μηνύματα, ενώ αν το TTL είναι μικρό τότε ενδέχεται να μην εντοπισθεί η αναζητούμενη πληροφορία [34]. Η αρχική τιμή του TTL θα πρέπει να είναι τέτοια ώστε [47] να καλύπτεται το δίκτυο, δηλαδή οι κόμβοι στο μεγαλύτερο ποσοστό να λαμβάνουν την ερώτηση. Έτσι μεγιστοποιείται η πιθανότητα εντοπισμού της αναζητούμενης πληροφορίας.

Μια ικανοποιητική τιμή του TTL είναι αυτή που είναι ίση με τον αριθμό των βημάτων από την πηγή (request node) στον προορισμό (κόμβος που παρέχει τον πόρο). Όμως το μήκος αυτής της διαδρομής σε δίκτυα p2p (π.χ. Gnutella) δεν είναι εκ των προτέρων γνωστό και ποικίλει ανάλογα με την τοπολογία του δικτύου.

Για να επιλυθεί το πρόβλημα της επιλογής «κατάλληλου» TTL η *expanding ring* [34] μέθοδος αναζήτησης χρησιμοποιεί επαναληπτική αναζήτηση αυξάνοντας σταδιακά το TTL. Ο ερωτών κόμβος ξεκινά την αναζήτηση με μικρό TTL. Αν δεν ικανοποιηθεί η αναζήτηση τότε ο αιτών κόμβος αυξάνει το TTL και επαναλαμβάνει την αναζήτηση. Το πλεονέκτημα της μεθόδου είναι ότι είναι δυνατό να βρεθούν τα επιθυμητά δεδομένα μέσα σε μικρό σχετικά TTL με μικρό πλεονασμό μηνυμάτων, αν αυτά είναι ιδιαίτερα δημοφιλή. Πιο συγκεκριμένα τα δημοφιλή δεδομένα μπορούν να εντοπισθούν με μικρό κόστος, το αντίθετο όμως συμβαίνει με τα σπάνια δεδομένα.

Στο [8] προτείνεται μια πολιτική επιλογής TTL η οποία βασιζόμενη σε τοπικές πληροφορίες μπορεί να εκτιμήσει το μέσο μήκος του μονοπατιού του δικτύου και να ορίσει την τιμή του TTL σε αυτό. Το μέσο μήκος μονοπατιού μπορεί να εκτιμηθεί από έναν κόμβο σε συνάρτηση με το πλήθος των γειτονικών κόμβων που βρίσκονται σε απόσταση ενός και δύο hops. Στη Gnutella η αρχική τιμή του TTL συνήθως καθορίζεται στο 7 ενώ δεν πρέπει να ξεπερνά το 10.

² 1 hop: η απόσταση μεταξύ δύο κόμβων που υπάρχει σύνδεση μεταξύ τους στο δίκτυο overlay.



Ο ορισμός του TTL σε μια συγκεκριμένη τιμή, μπορεί μεν να περιορίζει την εξάπλωση των μηνυμάτων, σε καμιά όμως περίπτωση δεν επιλύει το πρόβλημα των διπλών μηνυμάτων.

4.4.2. Μηχανισμός Ανίχνευσης Διπλών Μηνυμάτων

Για την υλοποίηση του μηχανισμού *duplicate detection* απαιτείται η χρήση μιας μοναδικής ταυτότητας (*Unique Message Identification-UMI*) που χαρακτηρίζει και διακρίνει την κάθε ερώτηση. Ο *unique identifier* συμπεριλαμβάνεται στην επικεφαλίδα του μηνύματος της ερώτησης. Όταν η μια ερώτηση φθάσει σε έναν κόμβο, αυτός ελέγχει αν την έχει λάβει ξανά στο κοντινό παρελθόν και αποφασίζει για την προώθησή της ή όχι.

Ο *unique identifier* μπορεί να είναι μια μοναδική ταυτότητα (*ID label*) ή ένας αύξων αριθμός ή ακόμη μια χρονοσφραγίδα. Οι κόμβοι διατηρούν πληροφορίες για μικρό χρονικό διάστημα (*soft state*) για κάθε ερώτηση που επεξεργάζονται [63]. Οι πληροφορίες αυτές διατηρούνται τοπικά σε πίνακα. Για να αποφευχθεί η απεριόριστη αύξηση του πίνακα, διατηρούνται μόνο οι k πρόσφατες καταχωρήσεις του πίνακα. Έτσι, στην περίπτωση που χρησιμοποιούνται αύξοντες αριθμοί, δηλώνεται ότι οι αριθμοί έως το k έχουν γίνει αντιληπτοί χωρίς να απαιτείται η διατήρηση όλου του πίνακα αφού ο k τον συνοψίζει.

Τέτοιος μηχανισμός χρησιμοποιείται και στην Gnutella όπου η επικεφαλίδα του κάθε μηνύματος ερώτησης περιέχει το πεδίο της καθολικής μοναδικής ταυτότητας (*Global Unique Identifier -GUID*) [29]. Όταν ένας κόμβος λάβει μια ερώτηση, τότε αποθηκεύει το GUID της τοπικά για μικρό χρονικό διάστημα, συνήθως 10 λεπτά. Αν στη συνέχεια ο κόμβος λάβει την ίδια ερώτηση ξανά, απλά την απορρίπτει.

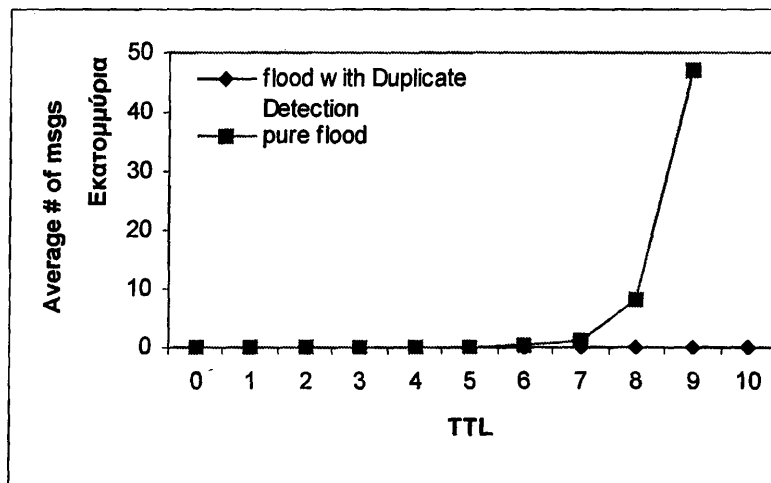
(GUID) Global unique identifier	(TTL) Time-to-live	Hops	Payload type	Payload length
16 bytes	1 byte	1 byte	1 byte	4 bytes



Σχήμα 4.2: Η δομή της επικεφαλίδας ενός μηνύματος ερώτησης (QUERY message) στην Gnutella. Σε αυτό περιλαμβάνονται οι δυο παράμετροι που συμβάλουν στον έλεγχο της πλημμύρας, δηλαδή τα πεδία GUID και TTL.

Όπως φαίνεται στο Σχήμα 4.2, για την αποθήκευση του GUID της κάθε ερώτησης στην Gnutella, απαιτούνται 16 bytes. Στο [36] εκτιμάται ότι για την αποθήκευση ερωτημάτων για διάστημα 5 λεπτών απαιτείται 1 Mbyte μνήμης, ενώ για διάστημα 20 λεπτών απαιτούνται το πολύ 3 Mbytes μνήμης.

Αυτή η μέθοδος εντοπισμού και απόρριψης διπλών μηνυμάτων έχει αυξημένες απαιτήσεις σε μνήμη σε συνάρτηση με το ποσοστό των ερωτήσεων που επεξεργάζεται ο κάθε κόμβος. Ιδιαίτερα οι κόμβοι με υψηλό φορτίο (με μεγάλο αριθμό συνδέσεων) όπου οι ερωτήσεις φθάνουν με μεγάλη συχνότητα πρέπει να διαθέτουν για αυτό το σκοπό μνήμη μεγάλης χωρητικότητας ή να αποθηκεύουν πληροφορία για μικρότερο χρονικό διάστημα.



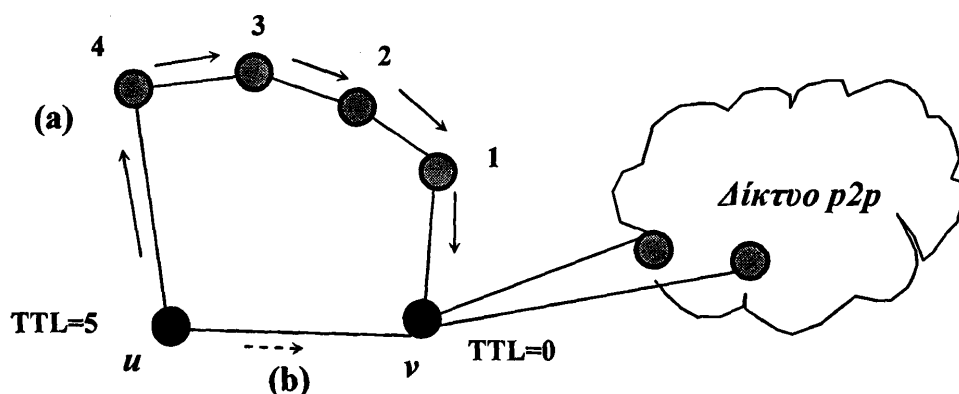
Σχήμα 4.3: Αναζήτηση με πλημμύρα σε δίκτυο με τοπολογία Barabasi, 1000 κόμβων. Ο συνολικός αριθμός μηνυμάτων με πλημμυρά (pure flooding) μειώνεται έως και 100% με εφαρμογή μηχανισμού duplicate detection.

Παρά την απλότητα του μηχανισμού είναι ιδιαίτερα αποδοτικός στην μείωση του μεγαλύτερου ποσοστού της πλεονάζουσας πληροφορίας. Το γεγονός αυτό επιβεβαιώνεται και πειραματικά από προσομοιώσεις που πραγματοποιήθηκαν στα πλαίσια αυτής της εργασίας και περιγράφονται αναλυτικά στο έκτο κεφάλαιο. Τα



αποτελέσματα μιας τέτοιας μέτρησης σε δίκτυο 1000 κόμβων με τοπολογία Barabasi απεικονίζονται στο Σχήμα 4.3. Συγκεκριμένα παρουσιάζεται η γραφική παράσταση των συνολικών μηνυμάτων σε σχέση με το TTL όταν εφαρμόζεται ο αλγόριθμος της πλημμύρας (pure flooding) και ο αλγόριθμος της πλημμύρας με μηχανισμό ανίχνευσης διπλών μηνυμάτων. Οι δύο καμπύλες του μέσου πλήθους των συνολικών μηνυμάτων αποκαλύπτουν ότι ο δεύτερος αλγόριθμος επιφέρει μείωση στον όγκο της πληροφορίας έως και 100%. Η μείωση οφείλεται στο ότι οι κόμβοι διατηρούν πληροφορία για τις ερωτήσεις που έχουν ήδη λάβει (π.χ. αποθήκευση του GUID της ερώτησης), με αποτέλεσμα να μην προωθούν ξανά την ίδια ερώτηση.

Τα δίκτυα p2p, ως γνωστό, σχηματίζονται πάνω από ετερογενή φυσικά δίκτυα και ελάχιστα από αυτά (Inet, BRITe, R-MAT) λαμβάνουν υπόψη την τοπολογία του διαδικτύου. Η μετάδοση των μηνυμάτων της ερώτησης γίνεται σε φυσικό επίπεδο όπου επιδρά καθυστέρηση μέσω point-to-point συνδέσεων. Οι καθυστερήσεις μπορεί να έχουν υψηλή μεταβλητότητα και διαδραματίζουν σημαντικό ρόλο στην απόδοση



των p2p δικτύων. Η καθυστέρηση μπορεί να οφείλεται στη συμφόρηση στο επίπεδο μεταφοράς (TCP/IP) ή στην μη εφαρμογή κανόνων QoS (Quality of Services) από τους χρήστες.

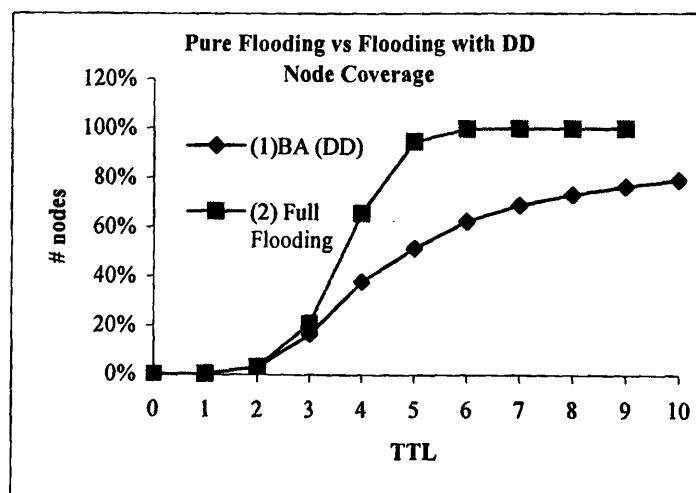
Σχήμα 4.4: Χαρακτηριστικό παράδειγμα μείωσης κάλυψης του δικτύου λόγω βραχυκύκλωσης (short-circuiting)



Οι διαφορετικές καθυστερήσεις και εφόσον εφαρμόζεται μηχανισμός ανίχνευσης διπλών μηνυμάτων σε συνδυασμό μετρητή TTL οδηγεί στη μείωση του αριθμού των κόμβων που προσπελούνται. Το φαινόμενο αυτό είναι γνωστό ως βραχυκύκλωση (*short-circuiting*) [23] και αποτελεί μειονέκτημα της μεθόδου στην περίπτωση που απαιτείται ο εντοπισμός όλων των διαθέσιμων αντιγράφων του πόρου.

4.4.2.1. Το φαινόμενο της μειωμένης κάλυψης

Έστω το δίκτυο $p2p$ του Σχήματος 4.4. Και έστω ότι ο κόμβος u υποβάλλει ένα ερώτημα q στο δίκτυο χρησιμοποιώντας τον αλγόριθμο της πλημμύρας. Η απόσταση από κόμβο σε κόμβο, όταν αυτοί συνδέονται απευθείας είναι ένα hop. Ο μετρητής TTL τίθεται σε μια μέγιστη τιμή (MAX_TTL) με βάση τις προδιαγραφές του πρωτοκόλλου από τον κόμβο u . Το q προωθείται προς όλους τους κόμβους του δικτύου, όπως και προς τον κόμβο v . Είναι πιθανό το μήνυμα της ερώτησης να φθάσει γρηγορότερα στον κόμβο v από μια πιο μακρινή σε hops διαδρομή. Αυτό οφείλεται στην ανομοιογένεια των καθυστερήσεων στο φυσικό δίκτυο. Έτσι, το q ακολουθώντας την διαδρομή (a) φθάνει για πρώτη φορά στον κόμβο v με $TTL=0$. Ακολουθώντας την διαδρομή (b), το q φθάνει μετέπειτα στον κόμβο v με $TTL=4$ αφού ο v είναι γείτονας του u και η μεταξύ τους απόσταση ένα hop. Ο κόμβος v δεν θα προωθήσει περαιτέρω το q αφού πλέον θεωρεί το μήνυμα που έλαβε από το u μέσω της διαδρομής (b) ως διπλό και θα το απορρίψει. Έτσι το q δεν θα φθάσει ποτέ στο υπόλοιπο δίκτυο.



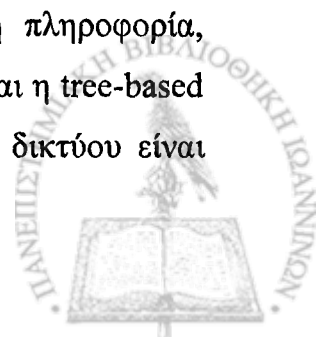
Σχήμα 4.5: Αποτελέσματα του φαινομένου βραχυκύκλωσης σε power law δίκτυο (Barabasi) όπου η κάλυψη του δικτύου μειώνεται κατά 20% περίπου.

Είναι προφανές ότι αφού το μήνυμα θα προωθηθεί για λιγότερα hops θα καλύψει μικρότερο αριθμό κόμβων. Το γεγονός αυτό παρατηρείται και πειραματικά όπως αναφέρεται και στο έκτο κεφάλαιο. Ένα παράδειγμα που αφορά ένα δίκτυο 1000 κόμβων με τοπολογία Barabasi απεικονίζονται στο Σχήμα 4.5. Συγκεκριμένα παρουσιάζεται η γραφική παράσταση του ποσοστού κάλυψης σε σχέση με το TTL όταν εφαρμόζεται ο αλγόριθμος της πλημμύρας με ή χωρίς μηχανισμό ανίχνευσης διπλών μηνυμάτων. Η καμπύλη (1) αναπαριστά το ποσοστό κάλυψης του δικτύου για ένα από τα χειρότερα σενάρια σε ασύγχρονο δίκτυο όπου οι καθυστερήσεις ποικίλουν και επίσης εφαρμόζεται ο αλγόριθμος της πλημμύρας με μηχανισμό ανίχνευσης διπλών μηνυμάτων (Duplicate Detection –DD). Η καμπύλη (2) αναπαριστά επίσης το ποσοστό κάλυψης του δικτύου όταν εφαρμόζεται ο αλγόριθμος της πλημμύρας. Όπως διαπιστώνεται από τα πειραματικά αποτελέσματα η κάλυψη για το δίκτυο Barabasi μειώνεται έως 20% εξ αιτίας του φαινομένου της μειωμένης κάλυψης (βραχυκύκλωση).

Μια λύση για το πρόβλημα αυτό θα ήταν η εξυπηρέτηση των μηνυμάτων από τον κόμβο που λαμβάνει να μην γίνεται με τη σειρά που αυτά φθάνουν (FIFO), αλλά να περιμένει για σύντομο χρονικό διάστημα, ώστε να λάβει μηνύματα και από άλλους γείτονές του και να προωθεί αυτό με το μεγαλύτερο TTL.

4.4.3. Εναλλακτικές τεχνικές αναζήτησης

Πολλοί ερευνητές επικεντρώνουν το ενδιαφέρον τους στην υλοποίηση σχημάτων αναζήτησης σε συστήματα p2p που να έχουν αναλογικά τα ίδια αποτελέσματα με αυτά της πλημμύρας, αλλά με μικρότερο κόστος (λιγότερη πλεονάζουσα πληροφορία). Οι τεχνικές που προτείνουν (αναφέρονται στην ενότητα 4.2) βασίζονται στην προώθηση του μηνύματος της ερώτησης σε ένα υποσύνολο κόμβων (άμεσα γειτόνων) του δικτύου επικάλυψης, βασιζόμενες σε κάποιο κριτήριο (τοπική πληροφορία, πιθανότητα, στατιστικά, τυχαία). Μια άλλη δημοφιλής προσέγγιση είναι η tree-based broadcasting. Όμως λόγω της μεταβλητότητας – δυναμικότητας του δικτύου είναι



αδύνατο κάθε κόμβος να έχει γνώση της τοπολογίας του συστήματος. Επιπλέον απαιτείται τεράστιος όγκος μηνυμάτων (overhead) για την δημιουργία και την διατήρηση του σκελετικού δέντρου.



ΚΕΦΑΛΑΙΟ 5. ΠΕΙΡΑΜΑΤΙΚΟ ΠΕΡΙΒΑΛΛΟΝ

5.1 Ο προσομοιωτής

5.2 Μεθοδολογία

5.3 Μέθοδοι Αναζήτησης

5.4 Τοπολογίες

Σε αυτή την ενότητα περιγράφεται ο προσομοιωτής που χρησιμοποιείται για την πειραματική μελέτη των τεχνικών αναζήτησης που βασίζονται στην πλημμύρα σε αδόμετα συστήματα $p2p$, κατανεμημένα σε μια ευρεία γεωγραφική περιοχή. Η τοπολογία είναι βασική παράμετρος στην απόδοση της αναζήτησης και γι' αυτό επιλέγονται για την μελέτη δίκτυα επικάλυψης όπως Power Law και τυχαίοι γράφοι, τοπολογίες συχνά απαντώμενες σε τέτοια συστήματα [1], [24], [36], [56]. Οι αλγόριθμοι που υλοποιούνται για την πραγματοποίηση της αναζήτησης είναι αυτοί της πλημμύρας σε διάφορες παραλλαγές και οι τυχαίοι περιπατητές.

5.1. Ο προσομοιωτής

Η μελέτη των $p2p$ συστημάτων μπορεί να γίνει είτε με τη βοήθεια πραγματικών δεδομένων από τα υπάρχοντα δίκτυα, είτε με τη χρήση λογισμικού προσομοίωσης. Η συλλογή πραγματικών στοιχείων οδηγεί σε ουσιαστικά συμπεράσματα σχετικά με την δομή των συστημάτων $p2p$ και την αξιολόγηση των πρωτοκόλλων τους [22], όμως η έλλειψη απαραίτητου υλικού ή της διαθεσιμότητας τέτοιων δικτύων (εκτός της Gnutella) κάνει την εφαρμογή μιας τέτοιας πρακτικής σχεδόν αδύνατη.

Η χρήση λογισμικού προσομοίωσης είναι κοινός τρόπος για την κατανόηση της συμπεριφοράς των δικτύων, την μελέτη της επίδρασης της τοπολογίας και την αποτίμηση των πρωτοκόλλων που χρησιμοποιούν. Το σημαντικότερο μειονέκτημα



της μεθόδου είναι το ενδεχόμενο μη σωστού καθορισμού παραμέτρων και σεναρίων που σε κάθε περίπτωση θα πρέπει να αντανακλούν τα πραγματικά δίκτυα.

Στην παρούσα εργασία χρησιμοποιήθηκε ένας προσομοιωτής για την μελέτη και αξιολόγηση του δικτύου. Ο προσομοιωτής υλοποιήθηκε σε γλώσσα C και προσομοιώνει ένα σύστημα $p2p$ με N κόμβους (παράμετρος που ορίζεται από το χρήστη).

Ένα κατανεμημένο δίκτυο $p2p$ που αποτελείται από N κόμβους μπορεί να περιγραφεί από το μοντέλο $G = (V, E)$ με $|V| = N$, όπου G γράφος, V οι κόμβοι του δικτύου που αναπαρίστανται ως κορυφές και E οι ακμές (συνδέσεις επικοινωνίας - links) μεταξύ των κορυφών του γράφου. Κάθε κόμβος u του γράφου είναι άμεσα συνδεδεμένος με d_u άλλους κόμβους, που ονομάζονται γείτονες του u .

Οι κόμβοι συνεργάζονται μεταξύ τους και διαθέτουν πόρους, διατηρούν δε μια λίστα με τους κόμβους που οι ίδιοι γνωρίζουν και μια λίστα με τους πόρους που οι ίδιοι διαθέτουν. Στο σύστημα διατίθενται συνολικά R πόροι. Οι κόμβοι διαθέτουν επίσης τοπική μνήμη όπου καταχωρούν πόρους που αναζήτησαν στο κοντινό παρελθόν.

Ο προσομοιωτής επιτελεί δύο βασικές λειτουργίες: τη *σύνθεση του δικτύου* και την *αναζήτηση του επιθυμητού πόρου*. Κατά την σύνθεση του δικτύου καθορίζεται η τοπολογία του, η οποία μπορεί να είναι τυχαία, τυχαία power law ή τέλος, σύμφωνα με το μοντέλο Barabasi. Για να απομονωθούν μερικοί από τους συσχετισμούς μεταξύ των πολλών παραμέτρων της μελέτης υποτίθεται ότι αφού δημιουργηθεί το δίκτυο κατανέμονται οι διαθέσιμοι πόροι ομοιόμορφα στους κόμβους του.

Μετά την δημιουργία του δικτύου υλοποιείται η αναζήτηση. Η διαδικασία της αναζήτησης περιλαμβάνει είτε τη μέθοδο της πλημμύρας με ή χωρίς περιορισμό (Duplicate Detection) είτε την μέθοδο των τυχαίων περιπατητών. Ο χρήστης έχει την δυνατότητα να επιλέξει αν το δίκτυο είναι σύγχρονο ή ένα σενάριο για ασύγχρονο. Αυτή η τελευταία δυνατότητα είναι και ένα μειονέκτημα του προσομοιωτή αφού προσομοιώνει το ασύγχρονο δίκτυο μόνο για την χειρότερη περίπτωση.



Ανάλογα με τις ανάγκες της προσομοίωσης καθορίζονται:

- η τοπολογία του δικτύου η οποία μπορεί να είναι τυχαίος γράφος ή power law.
- η μέθοδος αναζήτησης που μπορεί να είναι είτε η πλημμύρα ή παραλλαγές της είτε οι τυχαίοι περιπατητές.
- οι παράμετροι του συστήματος που αφορούν το πλήθος των κόμβων και των διαθέσιμων πόρων, το είδος της τοπολογίας και την μέθοδο αναζήτησης.

Τα χαρακτηριστικά του πειραματικού περιβάλλοντος καθώς και οι παράμετροί του φαίνονται αναλυτικά στον Πίνακα 5.1.

Πίνακας 5.1: Περιβάλλον Προσομοίωσης-Πίνακας Παραμέτρων

<i>Παράμετρος</i>	<i>Σύμβολο</i>	<i>Τιμή</i>
<ul style="list-style-type: none"> ▪ Πλήθος κόμβων ▪ Αριθμός πόρων ▪ Μέγεθος τοπικής μνήμης ▪ Πλήθος κόμβων που διαθέτουν κάθε πόρο ▪ TTL 	<ul style="list-style-type: none"> N R k nx 	<ul style="list-style-type: none"> έως 10.000 έως 50.000 5 10 10
Χαρακτηριστικά τοπολογίας		
Power_Law <ul style="list-style-type: none"> ▪ εκθέτης Power Law κατανομής ▪ παράγοντας κανονικοποίησης Barabasi <ul style="list-style-type: none"> ▪ Αρχικοί κόμβοι στο δίκτυο ▪ Πλήθος ακμών νέου κόμβου Random <ul style="list-style-type: none"> ▪ Μέσος βαθμός κόμβου 	<ul style="list-style-type: none"> a c N_0 m d_{avg} 	<ul style="list-style-type: none"> 2 $N^{0.67}$ 2 2 5
Μέθοδος Αναζήτησης		
Flooding <ul style="list-style-type: none"> ▪ Pure Flooding ▪ Flooding with Duplicate Detection Random Walks		



5.2. Μεθοδολογία

Μετά την δημιουργία της τοπολογίας (έως 10.000 κόμβων), τοποθετούνται τυχαία στους κόμβους οι διαθέσιμοι R πόροι του συστήματος. Κάθε πόρος διατίθεται από n_x κόμβους, όπου n_x παράμετρος του προγράμματος. Κάθε κόμβος έχει τοπική μνήμη (cache) μεγέθους k όπου αποθηκεύει γνωστούς πόρους. Κατά την διάρκεια της αρχικοποίησης του συστήματος τοποθετούνται k πόροι στην cache του κάθε κόμβου τυχαία. Το περιεχόμενο της cache δεν μεταβάλλεται κατά την διάρκεια της εκτέλεσης. Όταν ένας κόμβος χρειασθεί έναν πόρο x , αρχικά ελέγχει αν ο πόρος αυτός διατίθεται τοπικά ή αν υπάρχει στην cache του. Αν ο πόρος υπάρχει τότε η αναζήτηση σταματά. Αν δεν βρεθεί ο πόρος τότε ο κόμβος, ανάλογα με την μέθοδο αναζήτησης, στέλνει ένα μήνυμα ερώτησης σε έναν ή περισσότερους γείτονές του οι οποίοι με την σειρά τους και εφόσον δεν διαθέτουν τον πόρο, προωθούν την ερώτηση στους γείτονές τους. Η διαδικασία αυτή συνεχίζεται μέχρι να εντοπισθεί ο πόρος ή να μηδενισθεί ο μετρητής TTL . Αν ένας κόμβος λάβει την ερώτηση και έχει την απάντηση υποθέτουμε ότι ενημερώνει απ' ευθείας το κόμβο που έθεσε το ερώτημα (θετική απάντηση). Αντίθετα οι κόμβοι στο τελευταίο επίπεδο αναζήτησης (όταν $TTL=0$) που δεν διαθέτουν ή δεν γνωρίζουν για τον πόρο στέλνουν αρνητική απάντηση επίσης απ' ευθείας στον αιτούντα κόμβο.

Για κάθε ερώτηση που υποβάλλεται στο σύστημα συλλέγονται στατιστικά για:

1. Το συνολικό πλήθος των μηνυμάτων που δρομολογούνται στο δίκτυο κατά τη διαδικασία της αναζήτησης, δηλαδή τα μηνύματα ερώτησης που προωθούνται από τους ενδιάμεσους κόμβους, και τα μηνύματα που στέλνονται προς τα πίσω ως θετικές ή αρνητικές απαντήσεις.
2. Το πλήθος των θετικών απαντήσεων.
3. Το πλήθος των αρνητικών απαντήσεων.
4. Το πλήθος των διπλών μηνυμάτων που φθάνουν σε κάθε κόμβο.



Με βάση τα παραπάνω στατιστικά υπολογίζονται οι μετρικές επίδοσης του κάθε συστήματος (τοπολογία - μέθοδος αναζήτησης), όπως:

- (a) το ποσοστό επιτυχίας (success rate) σε σχέση με τον αριθμό βημάτων της ερώτησης (*TTL*). Το ποσοστό επιτυχίας εκφράζει την πιθανότητα ο ζητούμενος πόρος να βρεθεί πριν τον τερματισμό της αναζήτησης.
- (b) ο βαθμός κάλυψης (coverage) του δικτύου σε σχέση με το *TTL*, δηλαδή πόσοι κόμβοι ρωτήθηκαν.
- (c) το κόστος επικοινωνίας (communication cost) ως το σύνολο των μηνυμάτων ή/και των διπλών μηνυμάτων (message overhead) που παράγονται σε σχέση με το *TTL*.
- (d) το κόστος των αρνητικών απαντήσεων που υπολογίζεται ως

$$c_n = \frac{M - M_n}{M}$$

όπου M το συνολικό πλήθος των μηνυμάτων και M_n το πλήθος των μηνυμάτων εκτός των αρνητικών απαντήσεων.

- (e) η καθυστέρηση αναζήτησης για μια επιτυχή αναζήτηση που είναι ο αριθμός βημάτων (hops) από την έναρξη της αναζήτησης ενός πόρου ωσότου ο πόρος εντοπιστεί.

5.3. Μέθοδοι Αναζήτησης

Η διαδικασία της αναζήτησης περιλαμβάνει την προώθηση της ερώτησης και την απάντηση της ερώτησης. Στο στάδιο της προώθησης της ερώτησης καθορίζεται ποιος/ποιοι θα είναι οι κόμβοι που θα λάβουν την ερώτηση και στο στάδιο της απάντησης στέλνεται μια θετική ή αρνητική απάντηση στον αρχικό κόμβο ανάλογα με το αν βρέθηκε ή όχι ο ζητούμενος πόρος. Για τις πειραματικές μελέτες χρησιμοποιήθηκαν δύο αλγόριθμοι αναζήτησης η *πλημμύρα* και οι *τυχαίοι περιπατητές*.

5.3.1. Πλημμύρα

Ο αλγόριθμος της πλημμύρας είναι ένας βασικός ελεγχόμενος μηχανισμός που χρησιμοποιείται για να φέρει σε επαφή όλους τους κόμβους ενός δικτύου και να εντοπίσει τις επιθυμητές πληροφορίες. Αν ο πόρος παρέχεται τουλάχιστον μια φορά ο



αλγόριθμος εγγυάται τον εντοπισμό του εφόσον η τιμή του TTL είναι τέτοια ώστε να καλύπτεται όλο το δίκτυο. Όμως έχει σημαντικά μειονεκτήματα (όπως αναφέρθηκαν παραπάνω §5.3) που αυξάνονται καθώς αυξάνεται ο χρόνος εκτέλεσης. Στην παρούσα εργασία, για τις πειραματικές μετρήσεις χρησιμοποιείται ο αλγόριθμος της πλημμύρας όπως περιγράφεται στο πρώτο κεφάλαιο και διάφορες εκδοχές του:

- *Πλημμύρα με μηχανισμό ανίχνευσης διπλών μηνυμάτων* όπου εφαρμόζεται ο αλγόριθμος της πλημμύρας μόνο που κάθε κόμβος “θυμάται” αν έφτασε η ίδια ερώτηση και στο κοντινό παρελθόν οπότε δεν την προωθεί.
- *Μερική πλημμύρα (partial)* όπου εφαρμόζεται μηχανισμός ανίχνευσης διπλών μηνυμάτων και επιλέγονται κάθε φορά μόνο οι $p \cdot d$ γείτονες που θα λάβουν την ερώτηση όπου p η πιθανότητα και d ο βαθμός του κόμβου.
- *Σύνθεση πλημμύρας (full flooding) και μερικής πλημμύρας* όπου χρησιμοποιήθηκε μια παραλλαγή του αλγορίθμου της πλημμύρας ως εξής: Για τα τρία πρώτα βήματα του αλγορίθμου εφαρμόζεται pure Flooding. Αμέσως μετά εφαρμόζεται Partial Flooding όπως και στην προηγούμενη μέτρηση.

Μέσω εκτεταμένων πειραματικών μετρήσεων αναμένεται να προκύψουν συμπεράσματα για το μέσο πλήθος μηνυμάτων και το είδος τους (προώθησης – απάντησης), την επίδραση της τοπολογίας και την ικανότητα κλιμάκωσης τέτοιου είδους συστημάτων.

5.3.2. Τυχαίοι Περιπατητές

Οι τυχαίοι περιπατητές (ένας ή περισσότεροι) είναι μια βασική μέθοδος προσομοίωσης στα $p2p$ δίκτυα και συναντάται επίσης σε ένα ευρύ φάσμα εφαρμογών όπως στατιστική, φυσική, τεχνητή νοημοσύνη, βιοπληροφορική, κ.α. Διάφοροι μελετητές [1], [34], [24] αποδεικνύουν ότι η αναζήτηση σε συστήματα $p2p$ με random walk είναι σημαντικά αποδοτικότερη από την πλημμύρα ως προς τον όγκο της πλεονάζουσας πληροφορίας και την ικανότητα κλιμάκωσης. Δεδομένου ότι ο γράφος είναι πεπερασμένος και τα βήματα ενός τυχαίου περιπατητή θα είναι πεπερασμένα όπως προκύπτει από τις αλυσίδες Markov.



Στόχος είναι να μελετηθεί η συμπεριφορά των random walks σε σχέση με την πλημμύρα ως προς την απόδοση αλλά και την πλεονάζουσα πληροφορία που εισάγεται και οφείλεται στα διπλά μηνύματα. Η σύγκριση θα βασιστεί σε εκτεταμένες πειραματικές μετρήσεις.

Η λειτουργία των Random Walks έχει ως εξής:

Ο κόμβος του δικτύου που επιθυμεί έναν πόρο δημιουργεί k αντίγραφα της ερώτησης (k random walkers) και τα προωθεί στους γείτονές τους επιλέγοντάς τους τυχαία. Κάθε random walk έχει έναν TTL μετρητή που αρχικοποιείται σε μια αρχική τιμή $T > 0$, όπως ακριβώς στην πλημμύρα. Όταν σε έναν ενδιάμεσο κόμβο φθάσει ένας random walk, αυτός ελέγχει τοπικά για να διαπιστώσει αν διαθέτει τον ζητούμενο πόρο. Αν ο πόρος υπάρχει τοπικά τότε στέλνεται θετική απάντηση στον αρχικό κόμβο και η ερώτηση παύει να προωθείται. Αν δεν διαθέτει τον πόρο, τότε αυξάνεται η τιμή του TTL κατά 1 και αν ισχύει $T > 0$ προωθεί την ερώτηση σε έναν τυχαίο γείτονα. Διαφορετικά η αναζήτηση αυτού του random walk τερματίζεται και μια αρνητική απάντηση στέλνεται στον κόμβο που υπέβαλε την ερώτηση.

5.4. Τοπολογίες

5.4.1. Τοπολογία Random Graph

Δημιουργείται ένα τυχαίο δίκτυο που περιγράφεται από το μοντέλο $G(n, m)$ όπου n , m παράμετροι που καθορίζουν το πλήθος των κόμβων και το πλήθος των ακμών αντίστοιχα. Για το σχηματισμό του δικτύου πρώτα δημιουργείται ένα σκελετικό δέντρο και στη συνέχεια τοποθετούνται οι υπόλοιπες ακμές πάνω σε αυτό. Το δίκτυο που προκύπτει είναι πάντα συνδεδεμένο, αφού ακολουθεί την λογική που διατυπώνεται στον αλγόριθμο του Prim [52]. Ο αλγόριθμος δημιουργίας του τυχαίου δικτύου περιγράφεται στο Σχήμα 5.1.

Αλγόριθμος Random Graph

//Δεδομένα n , m

//Δημιουργία Spanning tree



Τοποθέτησε $i-1$ κόμβους στο δέντρο (αρχικά $i=2$)

Για κάθε κόμβου $i \in G$

Πρόσθεσε μια ακμή στο δέντρο μεταξύ του κόμβου i και ενός τυχαίου κόμβου από τους $i-1$ κόμβους.

//Προσθήκη υπόλοιπων ακμών

1. Επέλεξε τυχαία δυο κόμβους από τους N
2. Αν δεν είναι συνδεδεμένοι πρόσθεσε μια ακμή μεταξύ τους.

Επανάλαβε τα βήματα (1.) και (2.) έως ότου συμπληρωθούν οι m ακμές

Σχήμα 5.1: Αλγόριθμος δημιουργίας τυχαίου γράφου με δεδομένα το πλήθος των κόμβων N και το πλήθος των ακμών m .

5.4.2. Τοπολογία Power Law Graph

Για την δημιουργία του Power law γράφου επιλέγονται δύο σενάρια: το ένα παράγει Power Law Random Graph (PLRG) και το άλλο Power Law δίκτυο σύμφωνα με το [9]. Η διαδικασία δημιουργίας του PLRG είναι μια τροποποίηση του αλγορίθμου που προτείνεται στο [45]. Ο βαθμός του κάθε κόμβου προκύπτει με δειγματοληψία από μια Power Law κατανομή. Στη συνέχεια επιλέγονται οι k κόμβοι με βαθμό μεγαλύτερο του ένα και σχηματίζουν ένα σκελετικό δέντρο. Προστίθενται επιπλέον ακμές μεταξύ των κόμβων του σκελετικού δέντρου ικανοποιώντας όμως την συνθήκη του βαθμού. Τέλος προστίθενται οι υπόλοιποι $N-k$ κόμβοι με βαθμό ένα, στο δίκτυο. Το αποτέλεσμα που προκύπτει είναι ένα συνδεδεμένο Power Law δίκτυο. Ο αλγόριθμος δημιουργίας του δικτύου περιγράφεται στο Σχήμα 5.2. Οι παράμετροι του αλγορίθμου είναι το πλήθος των κόμβων (N), και οι παράμετροι της Power Law κατανομής c και α που η πρώτη είναι παράγοντας κανονικοποίησης που ελέγχει το μέγιστο βαθμό k_{max} και η δεύτερη είναι εκθέτης της power law κατανομής όπως ορίζεται στην Εξίσωση 3.2.

Αλγόριθμος Power Law Random Graph

//Δεδομένα N, α, c

Για κάθε κόμβου i του γράφου // $i: 1..N$

$x = \text{uniform}(1, N)$;

$d_i = cx^\alpha$

//Δημιουργία Spanning tree των κόμβων με βαθμό μεγαλύτερο του ένα



Τοποθέτησε $i-1$ κόμβους στο δέντρο με $d_i > 1$ (αρχικά $i=2$)

Για κάθε κόμβου i με $d_i > 1$

Πρόσθεσε μια ακμή στο δέντρο μεταξύ του κόμβου i και ενός τυχαίου κόμβου από τους $i-1$ κόμβους.

//Προσθήκη ακμών μεταξύ των k κόμβων του *spanning tree*

(a) Επέλεξε τυχαία δυο κόμβους από τους k

(b) Αν δεν είναι συνδεδεμένοι πρόσθεσε μια ακμή μεταξύ τους.

Επανάλαβε τα βήματα (a) (b) έως ότου συμπληρωθούν οι $E-(N-k)$ ακμές

//Προσθήκη των $N-k$ κόμβων (με βαθμό ένα) στο γράφο

Για κάθε κόμβου i με $d_i=1$

Επέλεξε τυχαία έναν κόμβο από τους k (με $d_i > 1$)

Επέλεξε τυχαία έναν κόμβο από τους $N-k$ (με $d_i=1$)

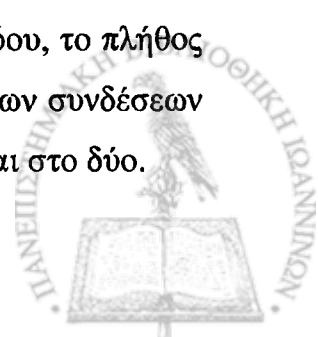
Πρόσθεσε μια ακμή μεταξύ τους.

Τέλος Αλγορίθμου

Σχήμα 5.2: Αλγόριθμος δημιουργίας τυχαίου Power Law δικτύου με δεδομένα το πλήθος των κόμβων N και τις παραμέτρους a, c της Power Law κατανομής.

Η δημιουργία του δικτύου μπορεί να έχει ως αποτέλεσμα self loops ή διπλές ακμές μεταξύ των κόμβων. Στη παρούσα υλοποίηση αποφεύγονται και τα δύο αυτά αποτελέσματα αφού επιτρέπεται μόνο μια σύνδεση μεταξύ δύο κόμβων του δικτύου.

Σύμφωνα με το δεύτερο σενάριο η τοπολογία του δικτύου δημιουργείται σύμφωνα με το μοντέλο του Barabasi (BA). Αρχικά προστίθενται N_0 κόμβοι και καμιά ακμή. Στη συνέχεια προστίθεται ένας κόμβος κάθε φορά και συνδέεται με τους κόμβους που είναι ήδη στο δίκτυο με m ακμές. Η επιλογή των κόμβων που θα συνδεθεί ο νέος κόμβος γίνεται “κατά προτίμηση” (preferentially). Αυτό σημαίνει ότι η επιλογή γίνεται με βάση το πλήθος των συνδέσεων που έχει ήδη ένας κόμβος του δικτύου. Έτσι, η πιθανότητα ο κόμβος i να συνδεθεί με τον εισερχόμενο κόμβο εξαρτάται από την συνδεσμικότητά k_i του κόμβου και ορίζεται από την Εξίσωση (3.5). Οι παράμετροι του αλγορίθμου είναι το πλήθος των κόμβων (N) του δικτύου, το πλήθος των κόμβων που προστίθενται αρχικά στο δίκτυο (N_0) και το πλήθος των συνδέσεων που πραγματοποιεί ο νεοεισερχόμενος κόμβος (m) που συνήθως ορίζεται στο δύο.



Αλγόριθμος (Barabasi (BA))

//Δεδομένα N, N_0, m

Άρχισε με ένα μικρό αριθμό κόμβων N_0

Σε κάθε βήμα πρόσθεσε έναν νέο κόμβο με m συνδέσεις στο υπάρχον δίκτυο (preferentially)

με πιθανότητα προσάρτησης σε έναν κόμβο $\Pi(k_i) = k_i / \sum_j k_j$

Τέλος όταν το δίκτυο φθάσει το απαιτούμενο μέγεθος N .

Σχήμα 5.3: Αλγόριθμος δημιουργίας δικτύου σύμφωνα με το μοντέλου του Barabasi με δεδομένα το πλήθος των κόμβων N , το πλήθος των συνδέσεων του νεοεισερχόμενου κόμβου m και πλήθος των μη συνδεδεμένων κόμβων N_0 που αρχικά τίθενται στο δίκτυο.

Αξίζει να σημειωθεί ότι ο τυχαίος γράφος είναι ειδική περίπτωση του Power law γράφου με εκθέτη $\alpha=0$.



ΚΕΦΑΛΑΙΟ 6. ΠΕΙΡΑΜΑΤΑ – ΑΝΑΛΥΣΗ

6.1 Αποτίμηση πλημμύρας και πλημμύρας με μηχανισμό Duplicate Detection

6.2 Μελέτη του φαινομένου της μειωμένης κάλυψης.

6.3 Πλημμύρα με μηχανισμό Duplicate Detection

6.4 Random walks

6.5 Αποφυγή διπλών μηνυμάτων

Στο κεφάλαιο αυτό παρουσιάζονται τα αποτελέσματα της προσομοίωσης για την αξιολόγηση των αλγορίθμων αναζήτησης που βασίζονται στην πλημμύρα και στους τυχαίους περιπατητές. Αρχικά γίνεται μια σύγκριση της πλημμύρας χωρίς περιορισμούς (pure flooding) και της πλημμύρας με μηχανισμό ανίχνευσης διπλών μηνυμάτων (DD). Στη συνέχεια για όλες τις μετρήσεις εφαρμόζεται μηχανισμός DD και αποτιμούνται πειραματικά τα πλεονεκτήματα και τα μειονεκτήματά του. Σε αυτή την περίπτωση γίνεται θεωρητική μελέτη για τον υπολογισμό του πλήθους των μηνυμάτων ως πάνω όριο με την ολοκλήρωση της διαδικασίας, δηλαδή την κάλυψη του δικτύου. Τέλος παρουσιάζονται τα αποτελέσματα των μετρήσεων, όταν για την αναζήτηση χρησιμοποιούνται τυχαίοι περιπατητές. Και σε αυτή την περίπτωση παρουσιάζονται ακριβή αναλυτικά αποτελέσματα για το μέσο πλήθος μηνυμάτων που παράγονται.

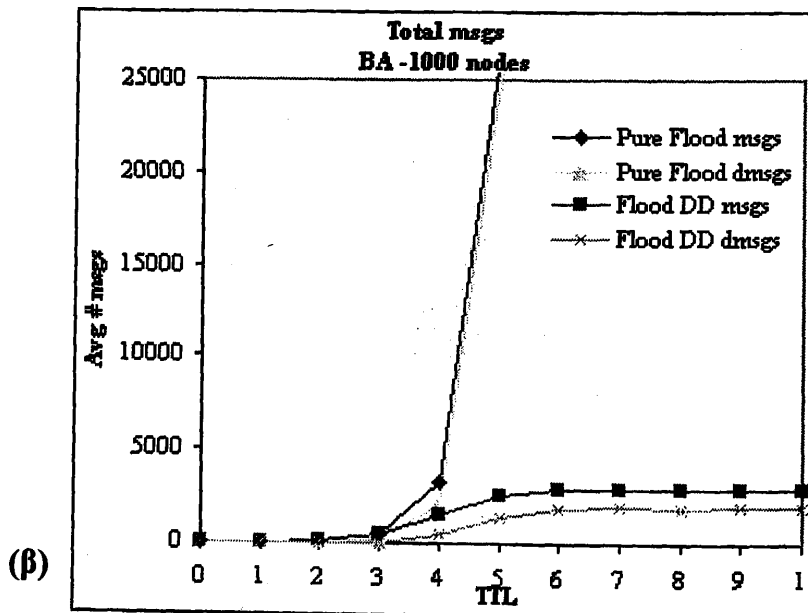
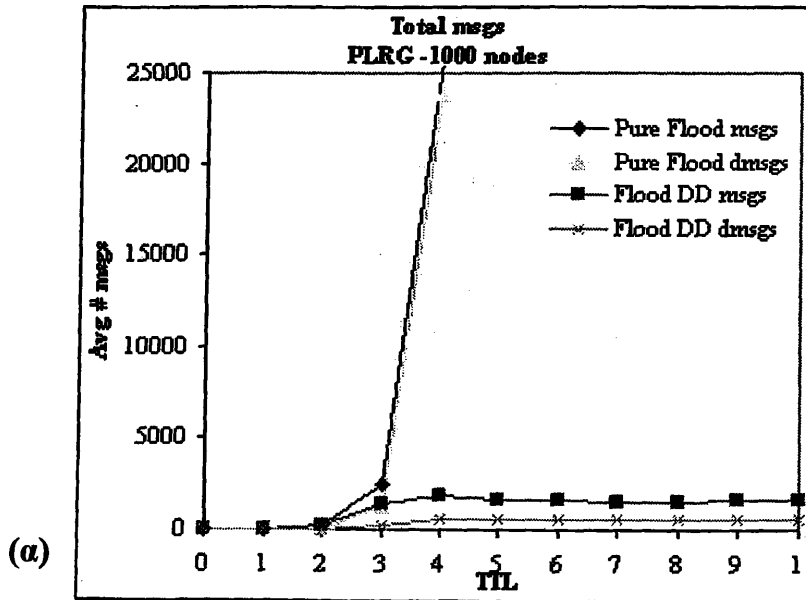
6.1. Αποτίμηση πλημμύρας και πλημμύρας με μηχανισμό Duplicate Detection

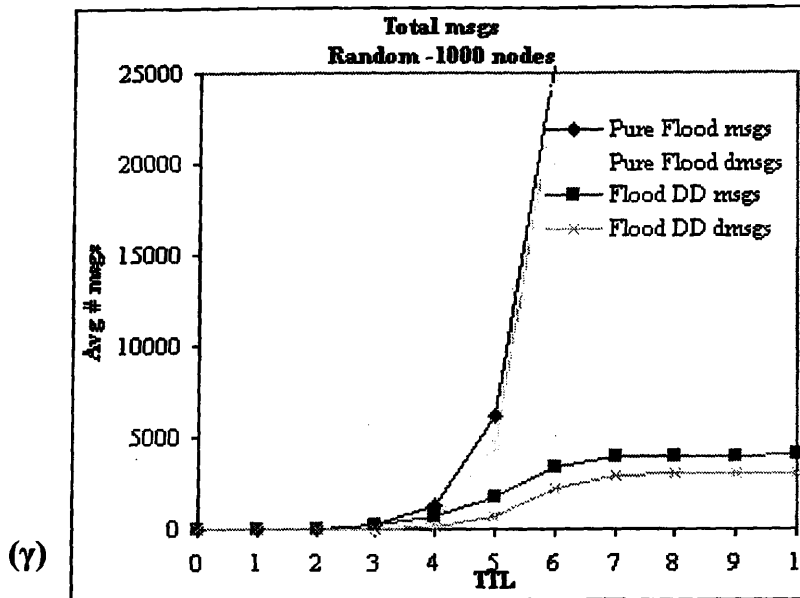
Στην πρώτη σειρά μετρήσεων εφαρμόστηκε ο αλγόριθμος της πλημμύρας και της πλημμύρας με μηχανισμό DD σε τοπολογίες PLRG, BA και Random. Οι παράμετροι του συστήματος είναι αυτοί που ορίζονται στον Πίνακα 5.1. Η εκτέλεση του



αλγόριθμο επαναλαμβάνεται τουλάχιστον 100 φορές για κάθε τιμή του TTL και λαμβάνονται μέσοι όροι.

Στόχος των μετρήσεων είναι η διερεύνηση της συμπεριφοράς και η εκτίμηση της απόδοσης του αλγορίθμου της πλημμύρας με /ή χωρίς μηχανισμό DD.



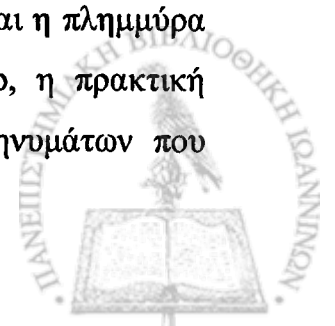


Σχήμα 6.1: Σύγκριση αλγορίθμου της πλημμύρας με /ή χωρίς μηχανισμό DD ως προς το συνολικό μέσο όρο μηνυμάτων και διπλών μηνυμάτων που παράγει σε τοπολογίες δικτύου (α) PLRG, (β) BA και (γ) Random

Στο Σχήμα 6.1 παρουσιάζονται τα αποτελέσματα των πειραματικών μετρήσεων για τις δύο εκδοχές του αλγορίθμου της πλημμύρας. Είναι ολοφάνερο ότι ο αλγόριθμος pure flooding παράγει τεράστιο όγκο μηνυμάτων που αυξάνει εκθετικά με την αύξηση του TTL. Η εφαρμογή του μηχανισμού DD δείχνει να περιορίζει σε πολύ μεγάλο βαθμό (η μείωση φθάνει έως και 100 %) τον όγκο της παραγόμενης πληροφορίας. Το πλήθος των μηνυμάτων στη δεύτερη περίπτωση συγκλίνει μετά από έναν αριθμό βημάτων σε μια σταθερή τιμή. Η ίδια συμπεριφορά παρατηρείται και ως προς τα διπλά μηνύματα που εισάγονται στο δίκτυο για όλες τις εξεταζόμενες τοπολογίες PLRG, BA και Random όπως φαίνεται στο Σχήμα 6.1 (α)-(β) και (γ) αντίστοιχα. Αξίζει να σημειωθεί πως αν και ο αλγόριθμος της πλημμύρας, στο τυχαίο δίκτυο εμφανίζει καλύτερη επίδοση ως προς το πλήθος των μηνυμάτων σε σχέση με τα power law δίκτυα, εντούτοις ο αλγόριθμος της πλημμύρας με DD έχει χειρότερη επίδοση (μεγαλύτερο πλήθος μηνυμάτων) στο τυχαίο δίκτυο.

Συμπεράσματα

Η κύρια διαπίστωση από τα πειραματικά αποτελέσματα είναι ότι αν και η πλημμύρα είναι η βασική μέθοδος αναζήτησης στα αδόμητα συστήματα p2p, η πρακτική εφαρμογή της είναι δαπανηρή λόγω του τεράστιου όγκου των μηνυμάτων που



παράγει και των προβλημάτων που αναδύονται από τον όγκο αυτό. Το μεγαλύτερο ποσοστό της παραγόμενης πληροφορίας οφείλεται στα διπλά μηνύματα τα οποία φθάνουν έως και το 100% των συνολικών μηνυμάτων. Τα διπλά μηνύματα οφείλονται στους κύκλους που υπάρχουν στο δίκτυο επικάλυψης (τοπολογία), όσο περισσότεροι είναι τόσο περισσότερα διπλά μηνύματα εμφανίζονται. Το τυχαίο δίκτυο παρουσιάζει καλύτερη συμπεριφορά σε σχέση με τα δίκτυα power law (PLRG και Barabasi).

Είναι λοιπόν πολύ πιθανό να εμφανισθεί συμφόρηση σε ένα δίκτυο $p2p$ εξ αιτίας της πληθώρας μηνυμάτων, ενώ μοιάζει αδύνατη η κλιμάκωσή του (scaling).

Όμοια αποτελέσματα παρατηρήθηκαν σε πειραματικές μετρήσεις ερευνητών όπως στο [34] και στο [18] ως προς τα συνολικά/διπλά μηνύματα, ενώ τα αποτελέσματα για τυχαίους και power law γράφους στο [35] είναι επίσης σε συμφωνία με αυτά της παρούσας εργασίας.

Η εφαρμογή μηχανισμού ανίχνευσης διπλών μηνυμάτων δείχνει όχι μόνο να μετριάζει το πρόβλημα του όγκου της πληροφορίας, αλλά να το μειώνει σε ποσοστό που φθάνει το 100%. Το γεγονός αυτό οδηγεί στο συμπέρασμα πως η χρήση ενός τέτοιου μηχανισμού είναι επιβεβλημένη. Είναι όμως αυτό αρκετό και εύκολα υλοποιήσιμο σε πραγματικά συστήματα; Για παράδειγμα διαπιστώνεται ότι εξακολουθούν να υπάρχουν διπλά μηνύματα σε υπολογίσιμο ποσοστό που αν και εφαρμόζεται μηχανισμός DD δεν μπορούν να αποφευχθούν.

Στη συνέχεια και βάσει των παραπάνω συμπερασμάτων, υποτίθεται ότι εφαρμόζεται πάντα μηχανισμός ανίχνευσης διπλών μηνυμάτων εκτός και αν δηλώνεται διαφορετικά. Επισημαίνεται επίσης ότι τα αναπόφευκτα διπλά μηνύματα ως αποτέλεσμα των κύκλων στη δομή του δικτύου, στο εξής θα αναφέρονται απλά ως «διπλά» μηνύματα.



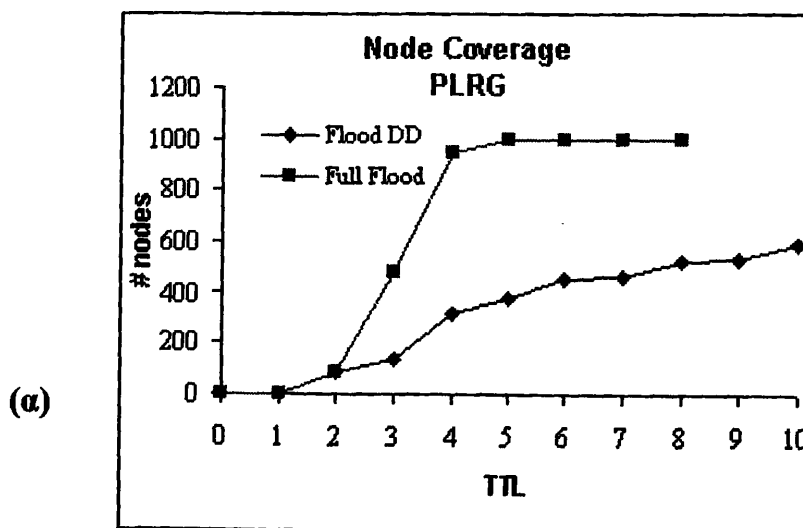
6.2. Μελέτη του φαινομένου της μειωμένης κάλυψης

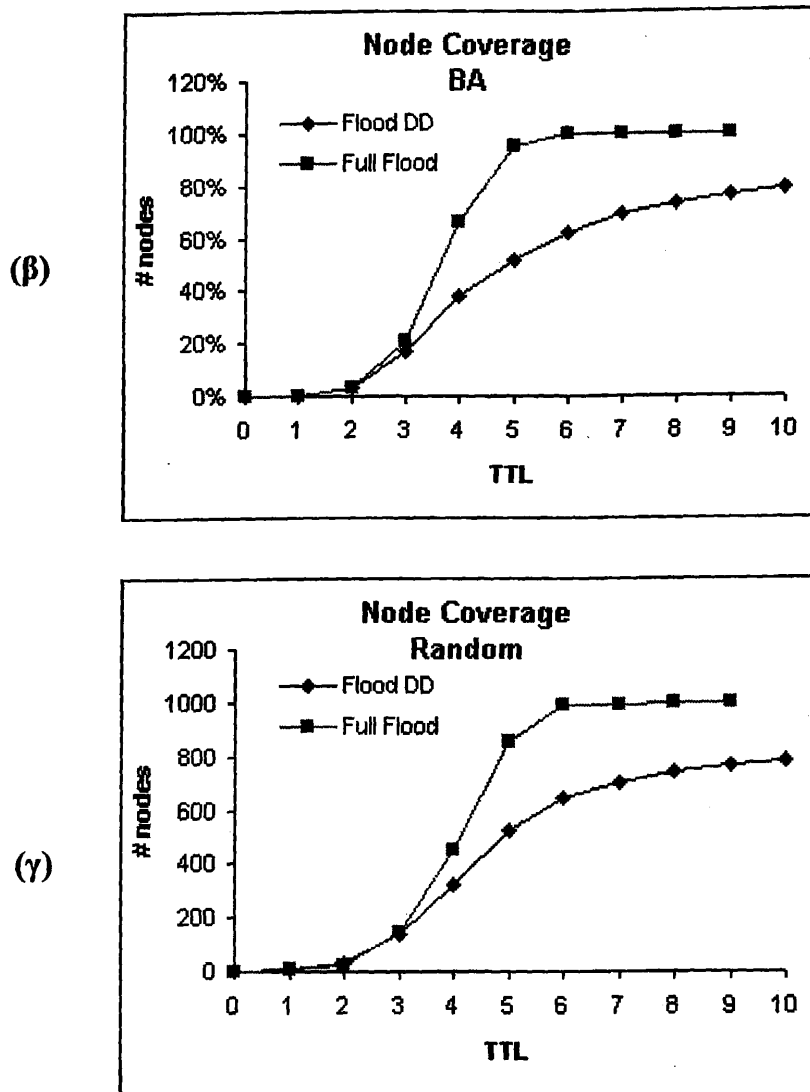
Το φαινόμενο της μειωμένης κάλυψης είναι ένα μειονέκτημα της εφαρμογής του μηχανισμού DD στον αλγόριθμο της πλημμύρας όπως αναφέρθηκε στην ενότητα 4.4.2. Για την εξέταση του φαινομένου αυτού, γνωστού και ως φαινόμενο βραχυκύκλωσης, εφαρμόζεται ο αλγόριθμος της πλημμύρας με/ ή χωρίς μηχανισμό DD σε ασύγχρονο δίκτυο.

Ενώ είναι σχετικά εύκολο να προσομοιωθεί η συμπεριφορά του σύγχρονου δικτύου με τον υπάρχον λογισμικό (simulator), είναι πολύ δύσκολο να γίνει το ίδιο και για το ασύγχρονο δίκτυο όπου πρέπει να υποτεθούν διαφορετικές καθυστερήσεις μεταξύ των συνδέσεων. Για το λόγο αυτό αποφασίστηκε να εφαρμοσθεί ένα από τα χειρότερα σενάρια για το ασύγχρονο δίκτυο, δηλαδή η διάσχιση του δέντρου αναζήτησης να γίνεται πρώτα κατά βάθος. Αυτό καταλήγει να ρωτούνται πρώτα οι κόμβοι που βρίσκονται σε μεγαλύτερη απόσταση.

Οι παράμετροι του συστήματος είναι αυτοί που ορίζονται στον Πίνακα 5.1. Η εκτέλεση του αλγορίθμου επαναλαμβάνεται τουλάχιστον 100 φορές για κάθε τιμή του TTL και λαμβάνονται μέσοι όροι.

Στόχος των μετρήσεων είναι η διερεύνηση της συμπεριφοράς του αλγορίθμου με μηχανισμό DD, όταν εφαρμόζεται σε σύνηθες τοπολογίες, ως προς το βαθμό κάλυψης τους.





Σχήμα 6.2: Αποτελέσματα του φαινομένου της βραχυκύκλωσης (α) σε τυχαίο power law δίκτυο, (β) σε power law δίκτυο (Barabasi), και (γ) σε τυχαίο γράφο με μέσο βαθμό 5.

Τα αποτελέσματα των μετρήσεων επιβεβαιώνουν την εμφάνιση του προβλήματος που επισημάνθηκε παραπάνω όσον αναφορά το φαινόμενο της βραχυκύκλωσης. Όπως φαίνεται στο Σχήμα 6.2 η μείωση της κάλυψης είναι σημαντική. Μάλιστα είναι ολοφάνερο πως αν και στις δυο τελευταίες περιπτώσεις (Σχήμα 6.2 (β, γ)) η κάλυψη του δικτύου μειώνεται κατά 20% περίπου σε σχέση με την κάλυψη της πλημμύρας (full flooding), στην πρώτη περίπτωση (Σχήμα 6.2α) η κάλυψη μόλις που φθάνει το 50% σε δίκτυα PLRG.



Συμπεράσματα

Αν και το παραπάνω σενάριο είναι ακραίο (χειρότερη περίπτωση), εντούτοις δεν αποκλείεται η εμφάνιση του σε πραγματικό δίκτυο όπου οι καθυστερήσεις σε φυσικό επίπεδο ποικίλουν. Το φαινόμενο της βραχυκύκλωσης ασκεί σημαντική επίδραση στην αποτελεσματικότητα της πλημμύρας ιδιαίτερα σε τοπολογίες τυχαίων power law δικτύων. Το φαινόμενο που παρατηρείται και σε πραγματικά δίκτυα (όπως η Gnutella) [7] δεν είναι ιδιαίτερα επιζήμιο, αν δεν απαιτείται η εύρεση όλων των διαθέσιμων πόρων.

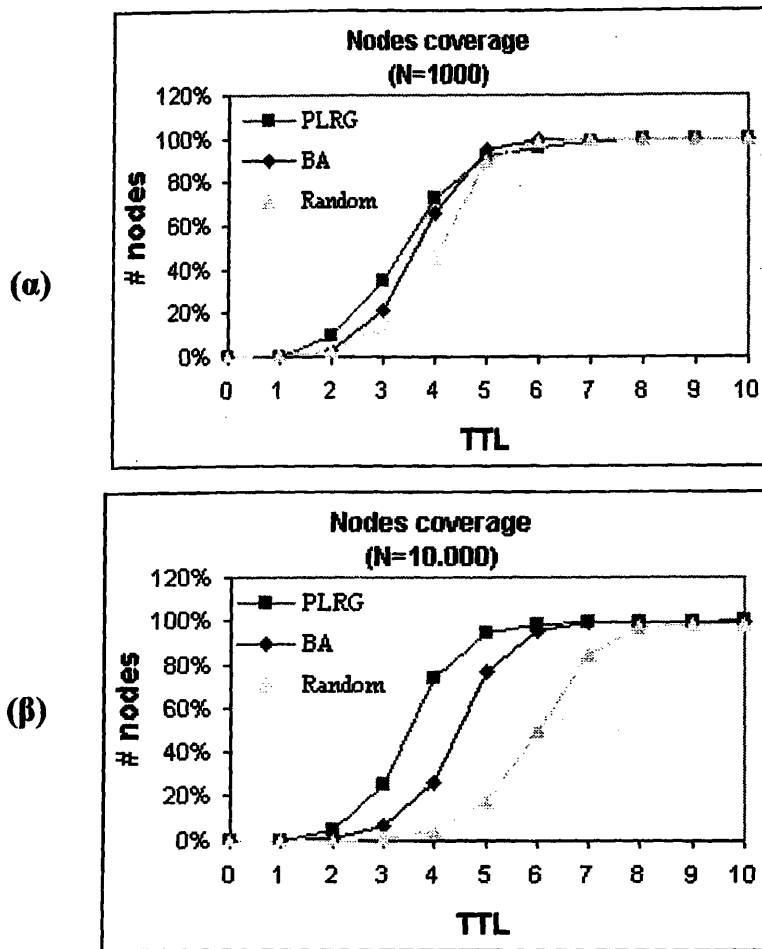
6.3. Πλημμύρα με μηχανισμό Duplicate Detection

Σε αυτή τη σειρά μετρήσεων ο αλγόριθμος αναζήτησης που χρησιμοποιήθηκε ήταν η πλημμύρα με μηχανισμό DD. Οι τιμές των παραμέτρων του αλγορίθμου είναι ίδιες με αυτές στην πρώτη σειρά μετρήσεων και φαίνονται στον Πίνακα 5.1. Η εκτέλεση του αλγορίθμου επαναλαμβάνεται τουλάχιστον 100 φορές για κάθε τιμή του TTL και λαμβάνονται μέσοι όροι.

Σε αυτή την πειραματική μελέτη μετρούνται: το συνολικό πλήθος των μηνυμάτων, το πλήθος των διπλών μηνυμάτων, το πλήθος των θετικών/αρνητικών απαντήσεων και επιπλέον συγκεντρώνονται στατιστικά για το πλήθος κύκλων σε σχέση με το μήκος τους που εμφανίζονται στο δίκτυο επικάλυψης για κάθε τοπολογία.

Στόχος των μετρήσεων είναι η μελέτη της συμπεριφοράς της πλημμύρας ως προς τα ((a), (b), (c), (d)) μεγέθη (που αναφέρονται στην §5.2) και επιπλέον η διερεύνηση της συχνότητας εμφάνισης κύκλων σε σχέση με το μέγεθός τους.



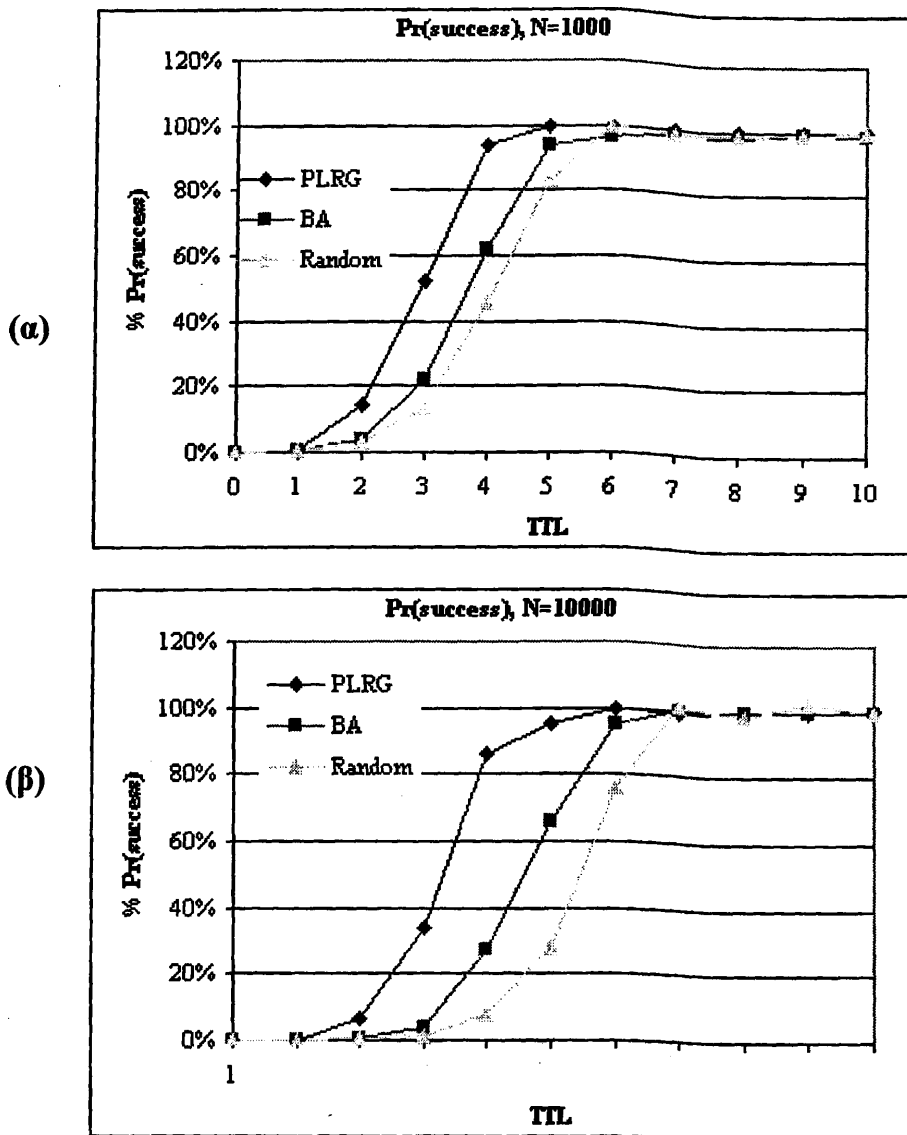


Σχήμα 6.3: Ποσοστό κάλυψης δικτύου 1000 και 10000 κόμβων για τις τρεις διαφορετικές τοπολογίες: PLRG, BA, Random.

Στο Σχήμα 6.3(α) φαίνεται το ποσοστό κάλυψης του δικτύου 1000 κόμβων για τις τρεις διαφορετικές τοπολογίες καθώς το TTL αυξάνει. Για την μέτρηση αυτή θεωρήθηκε πως ο ζητούμενος πόρος δεν παρέχεται από κανέναν κόμβο του δικτύου, ώστε να επιτευχθεί η μέγιστη δυνατή κάλυψη. Όπως απεικονίζεται και στις γραφικές παραστάσεις στα πέντε πρώτα hops καλύπτεται το 100% του δικτύου για τοπολογίες που ακολουθούν τον εκθετικό νόμο (τυχαίο Power Law δίκτυο και Barabasi δίκτυο) και το 85% για τυχαίο δίκτυο. Στα επόμενα δύο hops και στο τυχαίο δίκτυο η κάλυψη φθάνει το 100%. Παρόμοια είναι τα αποτελέσματα σε μεγαλύτερα δίκτυα όπως για παράδειγμα φαίνεται στο Σχήμα 5.1(β) που απαρτίζεται από 10000 κόμβους. Το ποσοστό κάλυψης αγγίζει το 100% στα πρώτα τέσσερα hops για τυχαίο Power Law



δίκτυο, στα επτά πρώτα hops για δίκτυο Barabasi, ενώ η κάλυψη φθάνει το 97% στα οκτώ hops σε τυχαίο δίκτυο.

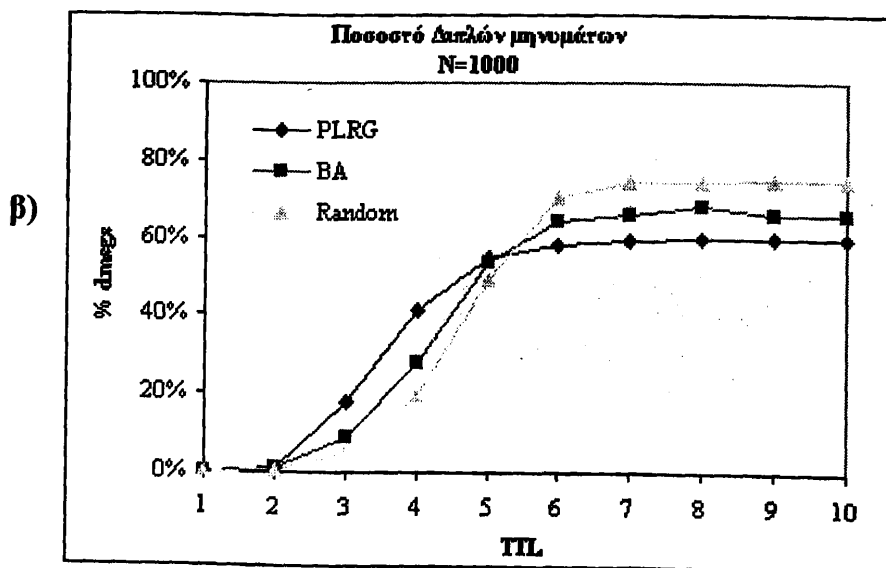
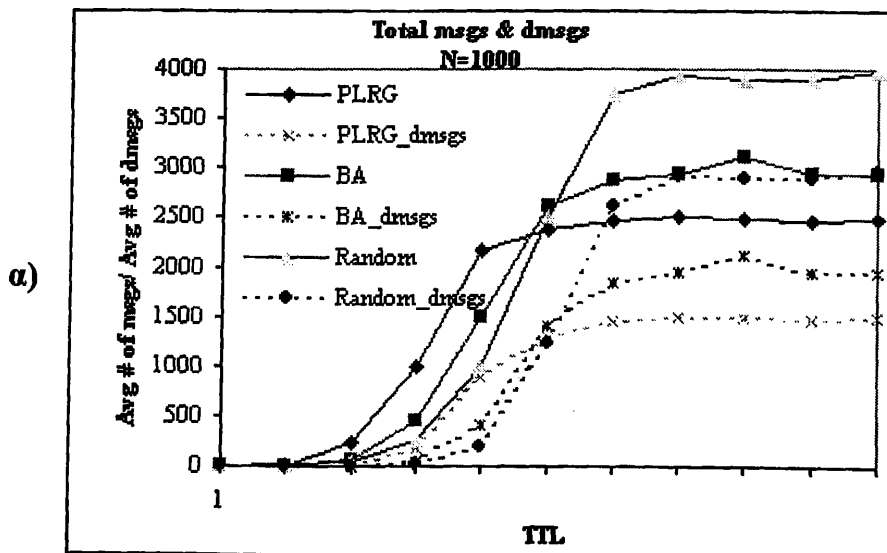


Σχήμα 6.4: Ποσοστό επιτυχίας (α) σε δίκτυο 1000 και (β) σε δίκτυο 10000 κόμβων για τρεις διαφορετικές τοπολογίες (Power Law Random Graph, Barabasi, Random) όταν εκτελείται ο αλγόριθμος της πλημμύρας με μηχανισμό ανίχνευσης διπλών μηνυμάτων.

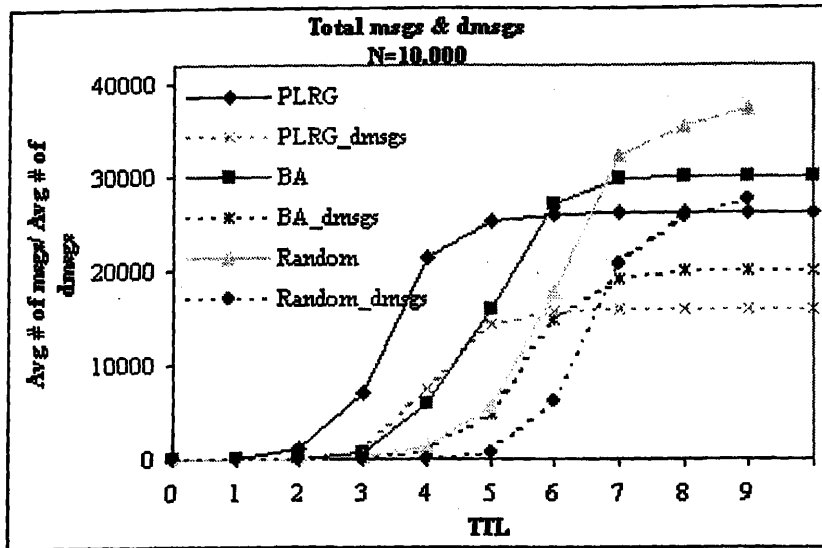
Η επόμενη παρατήρηση αφορά το ποσοστό επιτυχίας των ερωτήσεων. Κάθε πόρος διατίθεται από n_x κόμβους οι οποίοι επιλέγονται ομοιόμορφα από τους κόμβους του δικτύου. Χρησιμοποιήθηκαν διάφορες τιμές για την παράμετρο n_x . Θεωρώντας $n_x=10$ (Πίνακας 5.1) και σύστημα 1000 κόμβων, το ποσοστό θετικών απαντήσεων όπως απεικονίζεται στο Σχήμα 5.2 φθάνει σχεδόν το 100% στα πρώτα τέσσερα hops για το



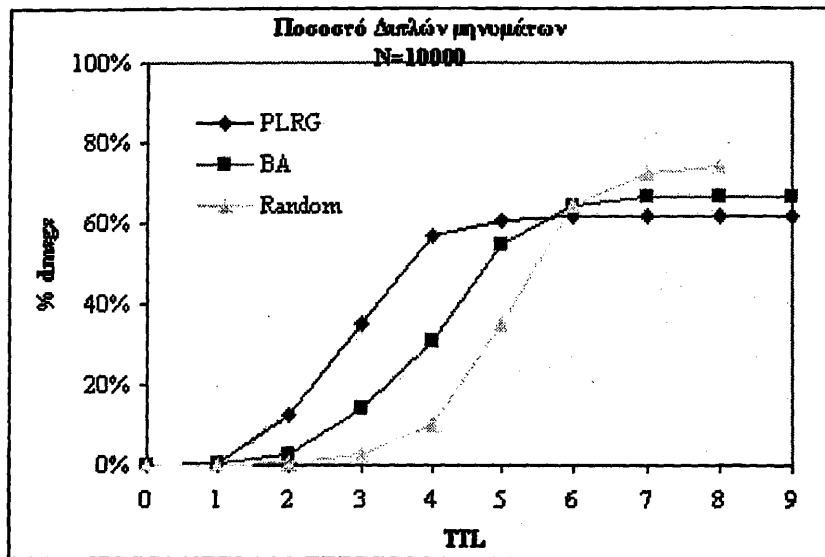
PLRG δίκτυο, στα πρώτα πέντε hops για το δίκτυο Barabasi και στα πρώτα επτά hops για το τυχαίο δίκτυο. Όταν το μέγεθος του δικτύου αυξάνει, για παράδειγμα στους 10000 κόμβους, τότε επιτυγχάνεται επίσης σχετικά γρήγορα η εύρεση όλων των διαθέσιμων πόρων με ποσοστό επιτυχίας 100% στα πρώτα πέντε hops για το PLRG δίκτυο, στα πρώτα επτά hops για το δίκτυο Barabasi και στα πρώτα εννιά hops για το τυχαίο δίκτυο όπως φαίνεται και στο Σχήμα 5.2(β).



γ)



δ)

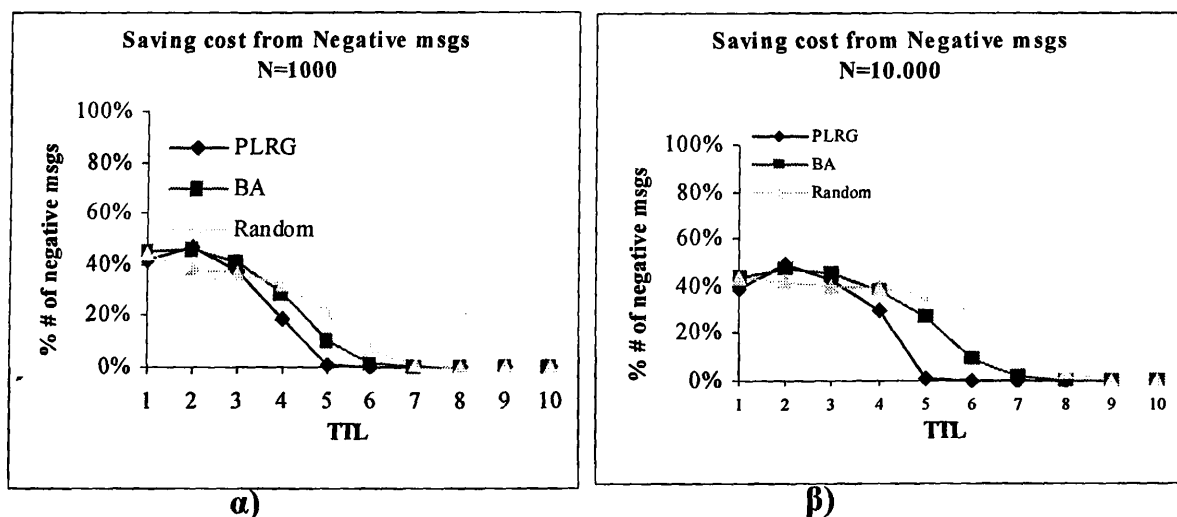


Σχήμα 6.5: Μέσο πλήθος παραγόμενων συνολικών μηνυμάτων και μέσο πλήθος συνολικών διπλών μηνυμάτων σε δίκτυα των 1000 κόμβων (α, β) αντίστοιχα και σε δίκτυα των 10000 κόμβων (γ, δ) αντίστοιχα.

Όπως φαίνεται στις παραπάνω γραφικές παραστάσεις το πλήθος των συνολικών μηνυμάτων αυξάνεται εκθετικά σε σχέση με τον αριθμό των βημάτων (*TTL*) έως κάποια τιμή του – την τιμή *TTL* που η κάλυψη του δικτύου φθάνει το 100% – για τα δίκτυα Random και BA, όμως στην περίπτωση του PLRG η αύξηση είναι εκθετική

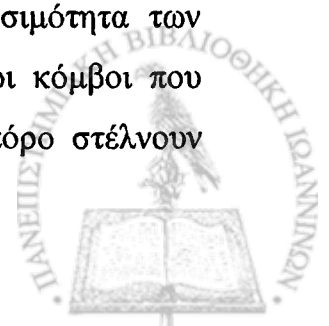


μόλις στα πρώτα τέσσερα βήματα. Από τις γραφικές παραστάσεις διαπιστώνεται ότι το συνολικό πλήθος των μηνυμάτων είναι σχεδόν διπλάσιο του πλήθους των κόμβων για δίκτυα PLRG, τριπλάσιο για δίκτυα Barabasi και τετραπλάσιο για τυχαία δίκτυα όπως φαίνεται και στα Σχήματα 6.5(α) και 6.5(γ) για 1000 και 10000 κόμβους αντίστοιχα. Ένα μεγάλο ποσοστό των συνολικών παραγόμενων μηνυμάτων οφείλεται στα διπλά μηνύματα, που παρότι εφαρμόζεται μηχανισμός DD εξακολουθούν να υπάρχουν. Το ποσοστό των διπλών μηνυμάτων φθάνει το 60%, 65% και 75% για τα δίκτυα PLRG, BA και Random αντίστοιχα για δίκτυα των 1000 κόμβων (Σχήμα 6.5(β)) και 60%, 67% και 75% επίσης για τα αντίστοιχα δίκτυα των 10000 κόμβων (Σχήμα 6.5(γ)).

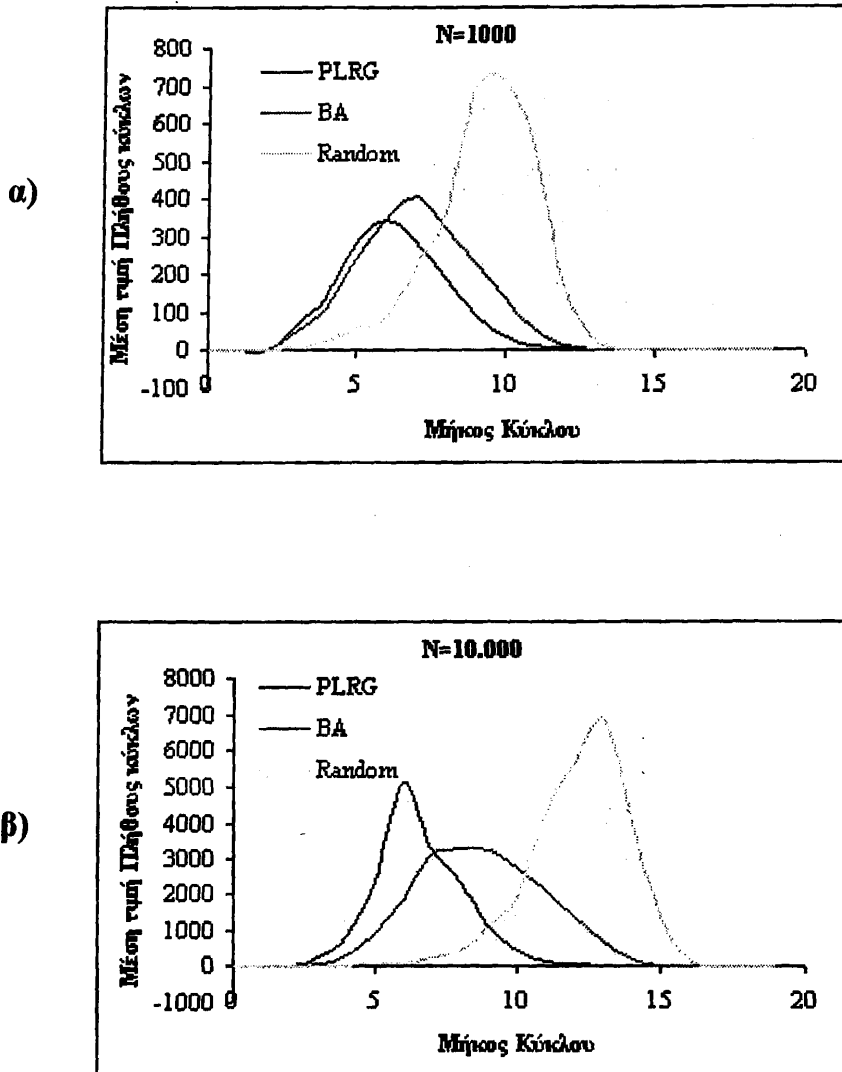


Σχήμα 6.6: Μέσο ποσοστό αρνητικών απαντήσεων που φθάνει στον αιτούντα κόμβο όταν υποβάλει στο σύστημα μια ερώτηση.

Ένα ακόμη σημαντικό ποσοστό των συνολικών μηνυμάτων κατέχουν οι αρνητικές απαντήσεις που στέλνονται από τους κόμβους στο τελευταίο επίπεδο αναζήτησης που δεν διαθέτουν το αντικείμενο, δηλαδή όταν $TTL=0$, προς την πηγή - κόμβο που έθεσε την ερώτηση. Στο Σχήμα 6.6 είναι ολοφάνερο πως το κόστος από τις αρνητικές απαντήσεις είναι πολύ μεγάλο αρχικά (49%) το οποίο όμως σταδιακά πέφτει έως και στο 0% καθώς το TTL αυξάνει και το ποσοστό κάλυψης του δικτύου φθάνει το 100%. Το ποσοστό των αρνητικών απαντήσεων εξαρτάται από την διαθεσιμότητα των πόρων όπως επίσης και το βαθμό κάλυψης του δικτύου. Αρχικά οι κόμβοι που λαμβάνουν την ερώτηση και δεν γνωρίζουν ή δεν διαθέτουν τον πόρο στέλνουν

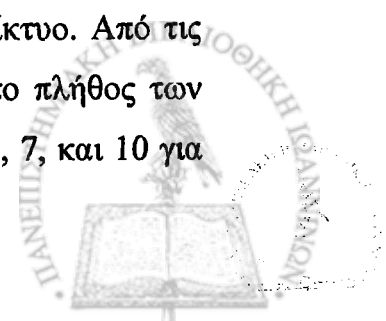


αρνητική απάντηση στον αιτούντα κόμβο. Αργότερα αν λάβουν ξανά την ίδια ερώτηση την απορρίπτουν χωρίς να προβούν σε κάποια άλλη ενέργεια. Αυτό έχει ως αποτέλεσμα οι αρνητικές απαντήσεις να μηδενίζονται για τιμές του *TTL* που είναι πέρα από κάποια τιμή (διάμετρος δικτύου). Ανάλογα δε με την τοπολογία και το πλήθος των κόμβων του δικτύου παρατηρείται μια μικρή απόκλιση ως προς το βήμα (τιμή *TTL*) σύγκλισης στο μηδέν.



Σχήμα 6.7: Γραφική αναπαράσταση του πλήθους των κύκλων σε σχέση με το μήκος τους.

Τα διπλά μηνύματα οφείλονται στους κύκλους που υπάρχουν στο δίκτυο. Από τις μετρήσεις προκύπτει ότι για δίκτυο 1000 κόμβων (Σχήμα 6.7 (α)) το πλήθος των κύκλων ακολουθεί κανονική κατανομή με επικρατούσα τιμή μήκους 6, 7, και 10 για



τα δίκτυα PLRG, BA και Random αντίστοιχα και για δίκτυο 10000 κόμβων (Σχήμα 6.7 (β)) το πλήθος των κύκλων παρατηρείται η ίδια κατανομή με επικρατούσα τιμή μήκους 7, 9, και 13 για τα δίκτυα PLRG, BA και Random αντίστοιχα.

Συζήτηση

Από τις πειραματικές μετρήσεις διαπιστώνεται πως η πλημμύρα εξακολουθεί να είναι δαπανηρή για τυχαία και power law δίκτυα ενώ υπολογίσιμο εξακολουθεί να είναι το ποσοστό των διπλών μηνυμάτων. Τα αποτελέσματα είναι σύμφωνα με αυτά που παρουσιάζονται στην αναφορά [34]. Όσο πιο μεγάλος είναι ο συντελεστής ομαδοποίησης του δικτύου, δηλαδή όσο αυξάνει η συνδεσιμότητά του, τόσο αυξάνει το ποσοστό των διπλών μηνυμάτων καθώς αυτό οδηγεί στον σχηματισμό περισσότερων κύκλων. Πιο συγκεκριμένα, οι πειραματικές μετρήσεις οδηγούν στα ακόλουθα συμπεράσματα:

- Η πιθανότητα επιτυχούς αναζήτησης εξαρτάται από το ποσοστό των αντιγράφων που υπάρχει στο δίκτυο αλλά και από την τοπολογία του δικτύου επικάλυψης. Όπως παρατηρείται από τις γραφικές παραστάσεις διαφορετικές τιμές *TTL* για διαφορετικά δίκτυα απαιτούνται για τον εντοπισμό το 100% των αντιγράφων.
- Το ποσοστό των κόμβων που λαμβάνει την ερώτηση παραμένει ίδιο όπως και όταν εφαρμόζεται pure flooding και εφόσον δεν ληφθούν υπόψη οι ποικίλες καθυστερήσεις στο υφιστάμενο φυσικό δίκτυο. Η περίπτωση που συνυπολογίζονται οι καθυστερήσεις μελετάται στην ενότητα 6.2
- Το ποσοστό των αρνητικών απαντήσεων εξαρτάται από το ποσοστό των αντιγράφων που υπάρχουν στο δίκτυο. Έτσι αν διατίθενται n_x αντίγραφα του ίδιου πόρου στο δίκτυο και έστω ότι δεν υπάρχει εγγραφή για τον συγκεκριμένο πόρο στις τοπικές μνήμες τότε οι αρνητικές απαντήσεις είναι $N - n_x$. Καθώς ο αριθμός των βημάτων αυξάνει οι αρνητικές απαντήσεις μειώνονται και συγκλίνουν στο μηδέν.
- Οι κύκλοι οφείλονται στο τρόπο σχηματισμού το δικτύου επικάλυψης και είναι η αιτία εμφάνισης διπλών μηνυμάτων. Το μήκος των κύκλων σχετίζεται



με την τοπολογία ενώ φαίνεται πως το πλήθος τους φθάνει στο μέγιστο όταν το TTL φθάνει την τιμή της διαμέτρου του δικτύου. Η συχνότητα δε εμφάνισης τους είναι πολύ μεγαλύτερη σε τυχαία δίκτυα, αλλά σε μεγαλύτερο αριθμό βημάτων.

- Τα αποτελέσματα δείχνουν ότι με την πάροδο του χρόνου (των βημάτων αναζήτησης) το δίκτυο οδηγείται σε μια σταθερή κατάσταση καθώς οι κόμβοι αφού προωθήσουν το μήνυμα που έλαβαν για πρώτη φορά, το απορρίπτουν αν το λάβουν ξανά στο άμεσο μέλλον.

Με βάση την τελευταία παρατήρηση μπορεί να δειχτεί ότι ο αλγόριθμος της πλημμύρας με ανίχνευση διπλών μηνυμάτων έχει καθορισμένη και προβλέψιμη συμπεριφορά σε αντίθεση με τον αλγόριθμο της καθαρής πλημμύρας (pure flooding). Αν το δίκτυο είναι συνδεδεμένο μετά από D βήματα, όπου D η διάμετρος του δικτύου, η ερώτηση θα φθάσει σε όλους τους κόμβους είτε έχουν είτε δεν έχουν την απάντηση. Μετά από αυτό το χρονικό σημείο καμιά άλλη μετάδοση δε θα γίνει για αυτή την ερώτηση αφού οι κόμβοι έχουν λάβει την ερώτηση (όπως αναφέρθηκε στην παράγραφο 4.4.2 οι κόμβοι διαθέτουν μνήμη για την αποθήκευση αυτής της πληροφορίας τοπικά) και δεν την επαναπροωθούν λόγω του μηχανισμού DD. Ο αρχικός κόμβος θα στείλει την ερώτηση και στους γείτονές του. Στη συνέχεια, ο κάθε κόμβος που λαμβάνει την ερώτηση, και εφόσον δεν έχει την απάντηση, την προωθεί στους γείτονές του (εκτός από έναν), αφού δεν την προωθεί σε αυτόν από τον οποίο έλαβε. Έτσι ο μέγιστος αριθμός μηνυμάτων που θα μεταδοθούν στο δίκτυο, υπό την προϋπόθεση ότι ο πόρος είτε δεν διατίθεται είτε εντοπίζεται στο τελευταίο επίπεδο αναζήτησης, θα είναι:

$$M = d_1 + \sum_{i=2}^N (d_i - 1) + (N - 1) = \sum_{i=1}^N (d_i - 1) + (N - 1) + 1 = \sum_{i=1}^N d_{avg}$$

και άρα τελικά το μέγιστο πλήθος μηνυμάτων που παράγει μια ερώτηση είναι:

$$M = N \cdot d_{avg}$$

Εξ. 6.1



Από τα μηνύματα αυτά τα $N - 1$ συμβάλλουν στην εύρεση της απάντησης, τα $N - 1$ είναι θετικές ή αρνητικές απαντήσεις που θα λάβει ο αιτών κόμβος, ενώ τα υπόλοιπα είναι διπλά μηνύματα.

Αυτό οδηγεί στο συμπέρασμα πως ο κόμβος i που αναζητά τον πόρο P , μπορεί αν γνωρίζει το μέγεθος του δικτύου να εκτιμήσει το σύνολο των μηνυμάτων που θα παραχθούν για μια ερώτηση με TTL μεγαλύτερο από τη διάμετρο του δικτύου.

Τα διπλά μηνύματα που παράγονται από την διαδικασία της αναζήτησης όπως προκύπτει από την Εξίσωση 6.1 είναι τα συνολικά αν αφαιρεθούν οι απαντήσεις ($N-1$ στη χειρότερη περίπτωση) και τα $N-1$ μηνύματα που απαιτούνται για να φθάσει η ερώτηση σε όλους τους κόμβους. Δηλαδή είναι:

$$D_m = M - 2(N - 1) = N \cdot d_{avg} - 2(N - 1)$$

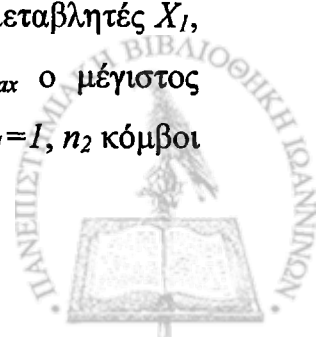
ή

$$D_m = N \cdot d_{avg} - 2(N - 1) \quad \text{Εξ. 6.2}$$

Ανάλογα με το είδος του δικτύου το μέγιστο πλήθος συνολικών μηνυμάτων και το μέγιστο πλήθος συνολικών διπλών μηνυμάτων που παράγει η διαδικασία της αναζήτησης με πλημμύρα μπορούν να υπολογιστούν από τις Εξισώσεις 6.1 και 6.2. Στη συνέχεια εκτιμούνται τα μεγέθη αυτά για τις παρακάτω τοπολογίες:

- **Τοπολογία PLRG**

Ο βαθμός του κόμβου i σε δίκτυο power law δίνεται από την Εξίσωση 3.2. Αυτό έχει ως αποτέλεσμα οι βαθμοί των κόμβων να είναι ανεξάρτητες τυχαίες μεταβλητές X_1, X_2, \dots, X_{max} που παίρνουν τιμές στο διάστημα $[1..k_{max}]$ όπου k_{max} ο μέγιστος παρατηρούμενος βαθμός στο δίκτυο. Έτσι n_1 κόμβοι θα έχουν βαθμό $X_1=1$, n_2 κόμβοι



θα έχουν βαθμό $X_2=2$, και ότου καθεξής. Τέλος n_{max} κόμβοι θα έχουν βαθμό k_{max} . Το άθροισμα των n_1, n_2, \dots, n_{max} ισούται με το πλήθος των κόμβων στο δίκτυο (N). Επομένως ο μέσος βαθμός d_{avg} του δικτύου είναι:

$$d_{avg} = \frac{1}{N} \sum_{i=1}^N c \cdot x^{-a} = \frac{1}{N} \sum_{i=1}^N d_i = \frac{1}{N} \sum_{x=1}^{k_{max}} \frac{N}{N} \cdot (cx^{-a}) \cdot x$$

ή

$$d_{avg} = \frac{1}{N} \sum_{i=1}^{k_{max}} c \cdot x^{-a+1} \quad \text{Εξ. 6.3}$$

Αντικαθιστώντας την Εξίσωση 6.3 στην Εξίσωση 6.1 προκύπτει:

$$M = \sum_{i=1}^{k_{max}} c \cdot x^{-a+1}$$

Οπότε το μέγιστο πλήθος των μηνυμάτων ως αποτέλεσμα της πλημμύρας σε δίκτυο PLRG είναι:

$$M = \sum_{i=1}^{k_{max}} c \cdot x^{-a+1} \quad \text{Εξ. 6.4}$$

και το μέγιστο πλήθος διπλών μηνυμάτων στο ίδιο δίκτυο όπως προκύπτει από τις Εξισώσεις 6.2 και 6.4 είναι:

$$D_m = \sum_{i=1}^{k_{max}} c \cdot x^{-a+1} - 2(N-1) \quad \text{Εξ. 6.5}$$

▪ Τοπολογία Barabasi

Στο μοντέλο του Barabasi η δημιουργία του δικτύου προκύπτει με την προσθήκη m ακμών στο δίκτυο για κάθε νεοεισερχόμενο κόμβο εκτός των N_0 κόμβων που προστίθενται αρχικά στο δίκτυο και δεν έχουν καμία σύνδεση (ακμή) μεταξύ τους. Έτσι το συνολικό πλήθος των ακμών στο δίκτυο είναι:



$$E = \sum_{i=1}^N m - mN_0 = mN - mN_0$$

και ο μέσος βαθμός d_{avg} του δικτύου είναι:

$$d_{avg} = \frac{1}{N} 2 \cdot E = \frac{2}{N} (mN - mN_0)$$

ή

$$d_{avg} = \frac{2}{N} (mN - mN_0) \quad \text{Εξ. 6.6}$$

Αντικαθιστώντας την Εξίσωση 6.6 στην Εξίσωση 6.1 προκύπτει ότι το μέγιστο πλήθος μηνυμάτων στο δίκτυο Barabasi είναι:

$$M = \sum_{i=1}^N \frac{2}{N} (mN - mN_0)$$

Επομένως

$$M = 2m(N - N_0) \quad \text{Εξ. 6.7}$$

Αντίστοιχα το μέγιστο πλήθος των διπλών μηνυμάτων για το δίκτυο Barabasi προκύπτει από τις Εξισώσεις 6.2 και 6.6 και είναι:

$$D_m = 2N(m-1) - 2mN_0 - 2 \quad \text{Εξ. 6.8}$$

▪ Τοπολογία Random

Στο τυχαίο δίκτυο ο μέσος βαθμός των κόμβων είναι d_{avg} οπότε από τις Εξισώσεις 6.1 και 6.2 προκύπτει ότι το μέγιστο πλήθος των μηνυμάτων και το μέγιστο πλήθος διπλών μηνυμάτων σε τυχαίο δίκτυο είναι αντίστοιχα:



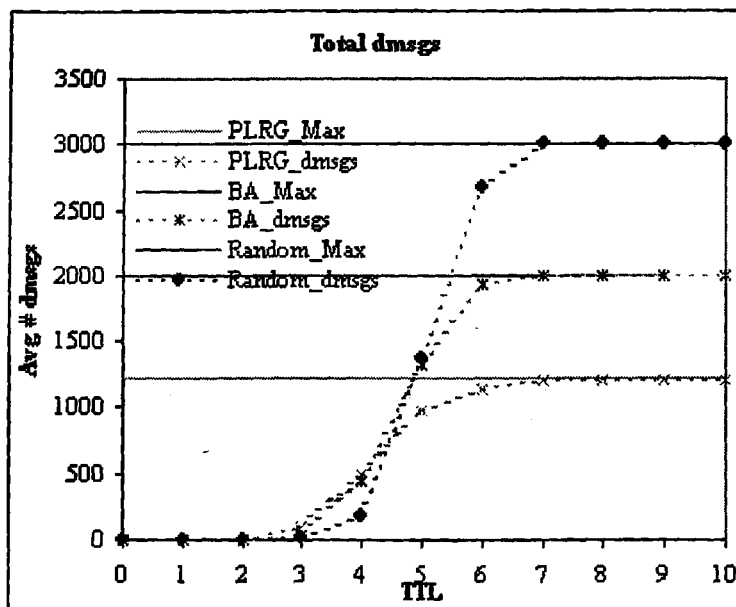
$$M = N \cdot d_{avg}$$

Εξ. 6.9

$$D_m = N \cdot d_{avg} - 2(N - 1)$$

Εξ. 6.10

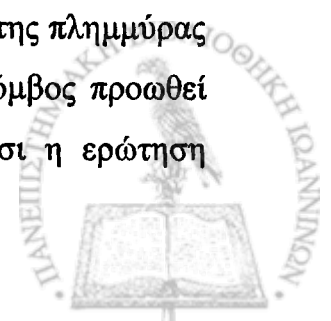
Το Σχήμα 6.8 είναι η επανάληψη του Σχήματος 6.5 και απεικονίζει τα αποτελέσματα των πειραματικών μετρήσεων στις τοπολογίες PLRG, BA και Random όταν εφαρμόζεται ο αλγόριθμος της πλημμύρας. Για χάρη απλότητας αφαιρέθηκαν τα συνολικά μηνύματα και κρατήθηκαν μόνο τα διπλά, ενώ προστέθηκαν τα θεωρητικά αποτελέσματα για το μέγιστο πλήθος των διπλών μηνυμάτων σύμφωνα με τις Εξισώσεις (6.5), (6.8) και (6.10). Είναι ολοφάνερο από την γραφικές παραστάσεις του σχήματος ότι τα θεωρητικά αποτελέσματα συμφωνούν απόλυτα με τα πειραματικά αποτελέσματα.



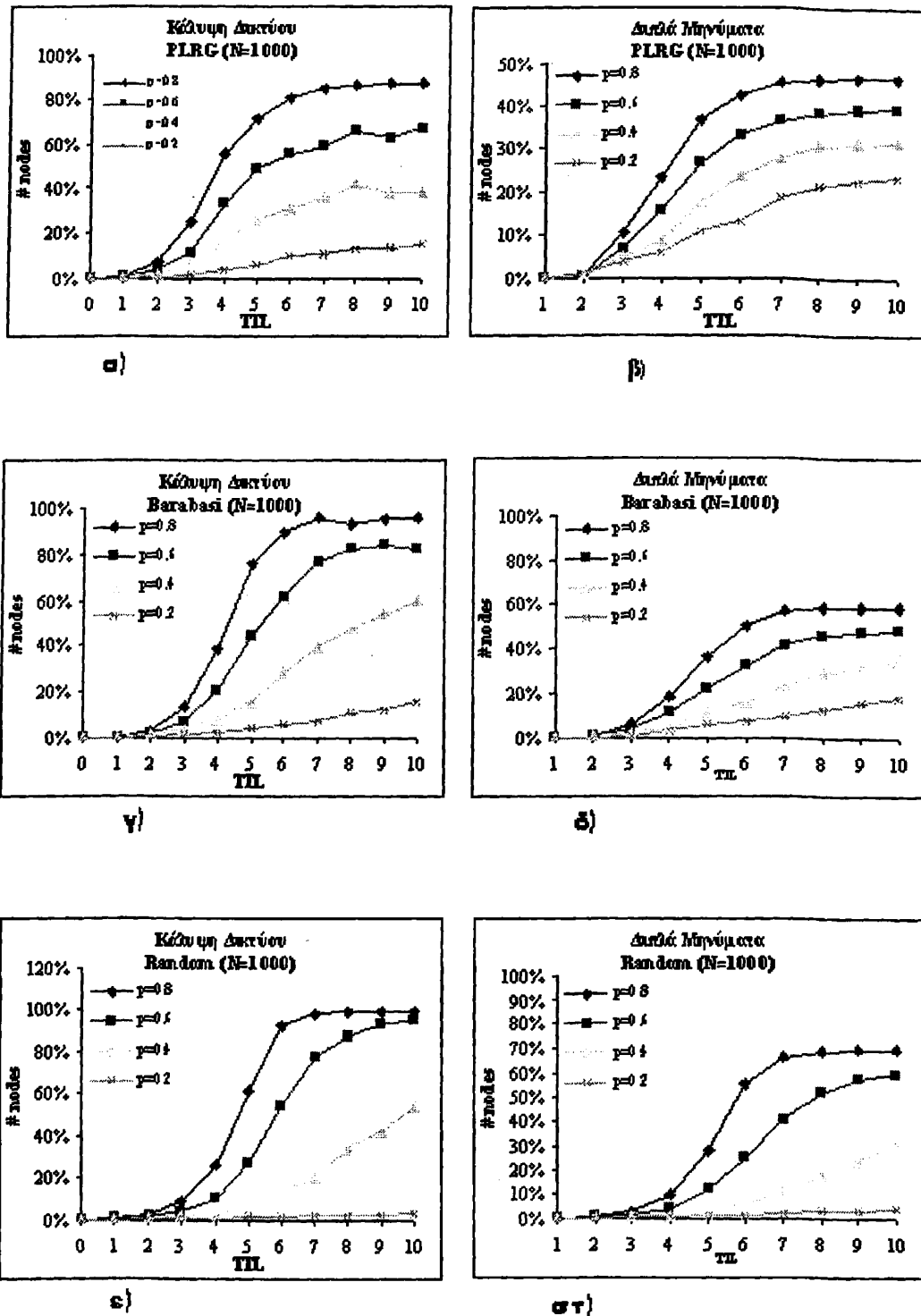
Σχήμα 6.8: Σύγκριση πειραματικών αποτελεσμάτων και θεωρητικών ως προς την μέγιστη τιμή τους όταν εφαρμόζεται ο αλγόριθμος της πλημμύρας (με μηχανισμό DD).

6.3.1. Partial Flooding με μηχανισμό Duplicate Detection

Σε αυτό το πείραμα χρησιμοποιήθηκε μια παραλλαγή του αλγορίθμου της πλημμύρας με μηχανισμό ανίχνευσης διπλών μηνυμάτων. Συγκεκριμένα κάθε κόμβος προωθεί την ερώτηση στους γείτονες τους με βάση την πιθανότητα p . Έτσι η ερώτηση



προωθείται μόνο σε ένα υποσύνολο γειτονικών κόμβων [35], [30]. Η εκτέλεση του αλγορίθμου επαναλαμβάνεται τουλάχιστον 100 φορές για κάθε τιμή του TTL και η πιθανότητα εκλογής κόμβου είναι σταθερή και παίρνει τιμές $p=0.2, 0.4, 0.6, 0.8$.



Σχήμα 6.9: Βαθμός κάλυψης και ποσοστό διπλών μηνυμάτων σε δίκτυο 1000 κόμβων όπου εφαρμόζεται partial flooding με πιθανότητα που κυμαίνεται από 0.2 – 0.8 για τις τοπολογίες PLRG, BA, Random Graph.



Στόχος των μετρήσεων είναι η μελέτη της συμπεριφοράς αυτής της εκδοχής της πλημμύρας κυρίως ως προς την κάλυψη του δικτύου (b) και ως προς το κόστος των διπλών μηνυμάτων (c).

Όπως προκύπτει από τις μετρήσεις και αποτυπώνεται στις παραπάνω γραφικές παραστάσεις στα πρώτα βήματα του αλγορίθμου η συμπεριφορά είναι παρόμοια για όλες τις τοπολογίες. Στα επόμενα βήματα παρατηρούνται διαφοροποιήσεις που σχετίζονται με την πιθανότητα εκλογής του κόμβου, την τοπολογία αλλά και το πλήθος των κόμβων. Οι παράγοντες αυτοί επηρεάζουν το ποσοστό κάλυψης του δικτύου, το πλήθος των παραγόμενων μηνυμάτων καθώς και το ποσοστό επιτυχίας.

Το ποσοστό κάλυψης φθάνει έως και το 96% για την τοπολογία Barabasi (Σχήμα 6.9(γ)) και για $p=0.8$ ενώ στα άλλα δύο δίκτυα Random και PLRG φθάνει το 94% και το 80% αντίστοιχα (Σχήματα 6.9 (α),(ε)). Τα διπλά μηνύματα, όπως απεικονίζεται και στα Σχήματα 6.9(β), (δ), (στ), είναι κάτω από 47% για τα PLRG δίκτυα, κάτω από 58% για δίκτυα BA αλλά φθάνουν το 70% για τυχαίο δίκτυο. Αξίζει να σημειωθεί πως αν η πιθανότητα ορισθεί στο 0.6, δηλαδή μικρότερη κατά 0.2 τότε τα διπλά μηνύματα στο τυχαίο δίκτυο είναι συγκρίσιμα με αυτά του BA δικτύου για $p=0.8$ ενώ το ποσοστό κάλυψης εξακολουθεί να παραμένει υψηλό αφού φθάνει έως και 84%.

6.3.2. Σύνθεση *Full Flooding* και *Partial Restriction Flooding*

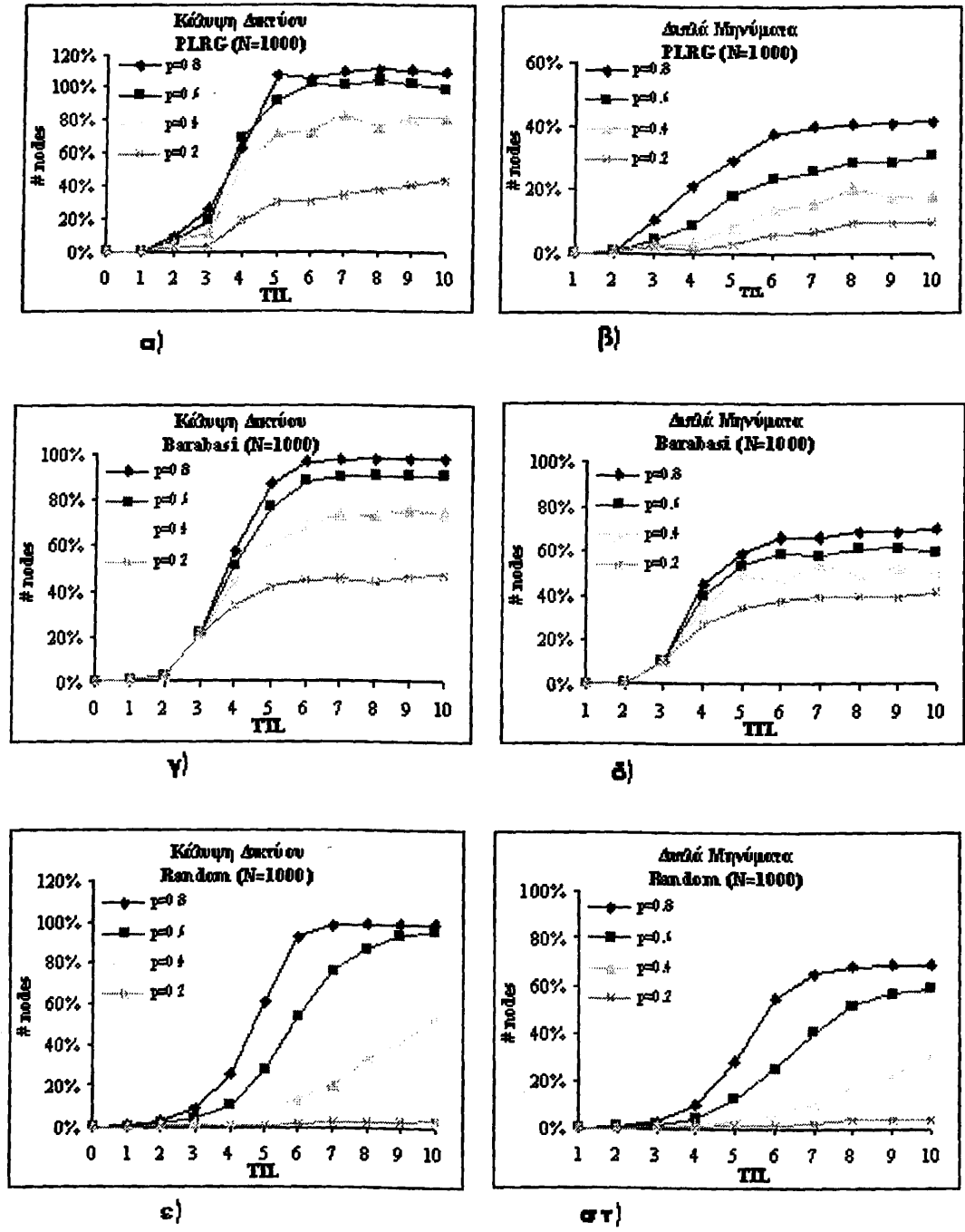
Στην πρώτη ομάδα πειραμάτων διαπιστώθηκε ότι μπορεί να επιτευχθεί το 100% της κάλυψης του δικτύου και να εντοπισθεί το 100% των διαθέσιμων πόρων εφόσον δεν εμφανίζεται το φαινόμενο της βραχυκύκλωσης ως αποτέλεσμα της εφαρμογής του μηχανισμού DD. Όμως το ποσοστό των διπλών μηνυμάτων είναι υψηλό καθώς κυμαίνεται από 28% έως 75%. Διαπιστώνεται επίσης ότι στα πρώτα βήματα της αναζήτησης τα διπλά μηνύματα είναι ελάχιστα.

Έτσι σε αυτή την ομάδα μετρήσεων χρησιμοποιήθηκε μια ακόμη παραλλαγή του αλγορίθμου της πλημμύρα ως εξής: Για τα τρία πρώτα βήματα του αλγορίθμου εφαρμόζεται full Flooding. Αμέσως μετά εφαρμόζεται Partial Flooding όπως και στην δεύτερη ομάδα μετρήσεων. Η εκτέλεση του αλγορίθμου επαναλαμβάνεται



τουλάχιστον 100 φορές για κάθε τιμή του TTL και η πιθανότητα εκλογής κόμβου είναι σταθερή και παίρνει τιμές $p=0.2, 0.4, 0.6, 0.8$.

Στόχος των μετρήσεων είναι η μελέτη της συμπεριφοράς αυτής της εκδοχής της πλημμύρας κυρίως ως προς την κάλυψη του δικτύου (b) και ως προς το κόστος των διπλών μηνυμάτων (c).



Σχήμα 6.10: Βαθμός κάλυψης και ποσοστό διπλών μηνυμάτων σε δίκτυο 1000 κόμβων όπου εφαρμόζεται pure flooding για $TTL=3$ και partial flooding αμέσως μετά με πιθανότητα που κυμαίνεται από 0.2 – 0.8



Από το Σχήμα 6.10 (α),(β) διαπιστώνεται πως επιτυγχάνεται κάλυψη του δικτύου έως και 68% από τα πρώτα κιάλας βήματα, για τοπολογία PLRG, αλλά εμφανίζεται και ένα υπολογίσιμο ποσοστό διπλών μηνυμάτων που φθάνει το 57%. Αντίθετα η κάλυψη των δικτύων BA και Random παραμένει στα ίδια επίπεδα ενώ παράλληλα αυξάνονται τα διπλά μηνύματα.

Συμπεράσματα

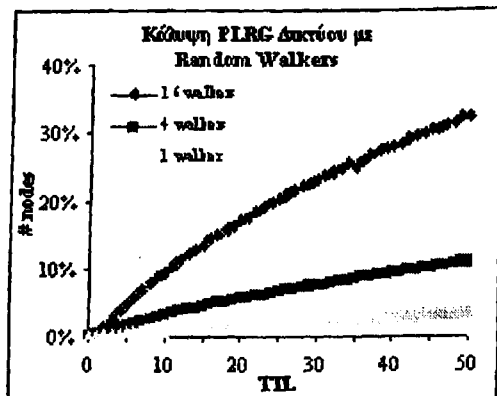
Οι δύο τελευταίες παραλλαγές της πλημμύρας εμφανίζουν παρόμοια συμπεριφορά, τα δε αποτελέσματα είναι ανάλογα με αυτά της εφαρμογής της πλημμύρας με μηχανισμό DD. Ανάλογα δε με την τιμή p αυξάνεται η μειώνεται η κάλυψη του δικτύου, όπως επίσης μεταβάλλεται και το ποσοστό επιτυχίας. Για το λόγο αυτό οι συγκεκριμένες μέθοδοι δεν διερευνώνται παραπέρα.

6.4. Random walks

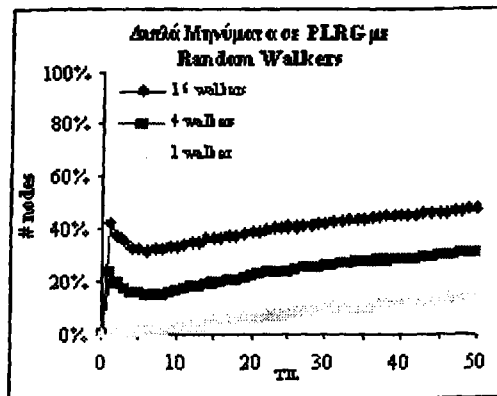
Σε αυτή την ομάδα πειραμάτων η αναζήτηση βασίζεται στους τυχαίους περιπατητές. Οι μετρήσεις έγιναν για 1, 4 και 16 περιπατητές και οι τιμές των υπολοίπων παραμέτρων του αλγορίθμου φαίνονται στον Πίνακα 5.1 εκτός από το *TTL* που εδώ αρχικοποιείται στο 50. Η εκτέλεση του αλγορίθμου επαναλαμβάνεται τουλάχιστον 100 φορές για κάθε τιμή του *TTL*.

Στόχος των μετρήσεων είναι η μελέτη της αποτελεσματικότητας των τυχαίων περιπατητών σε σχέση με την πλημμύρα και ως προς τα ((a), (b), (c), (d) (e)) μεγέθη. Στο Σχήμα 6.11 φαίνεται ότι η κάλυψη δικτύων με τοπολογία PLRG, BA και Random από 1, 4 και 16 τυχαίους περιπατητές και το ποσοστό των διπλών μηνυμάτων που παράγουν κατά την διάρκεια της αναζήτησης. Η συμπεριφορά του αλγορίθμου είναι σχεδόν παρόμοια για τις διαφορετικές τοπολογίες ως προς την κάλυψη όμως διαφοροποιείται σημαντικά ως προς το ποσοστό των διπλών μηνυμάτων το οποίο στην περίπτωση του PLRG είναι ιδιαίτερα υψηλό και φθάνει το 38%, 47% και 61% για 1, 4 και 16 περιπατητές αντίστοιχα.

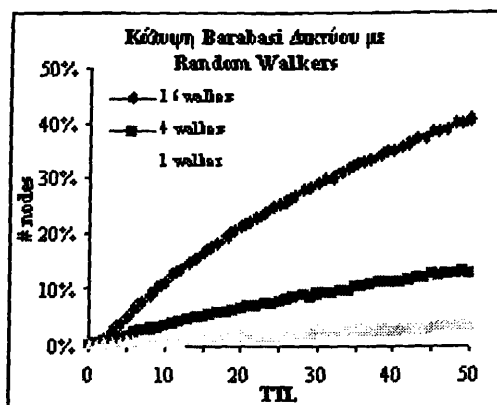




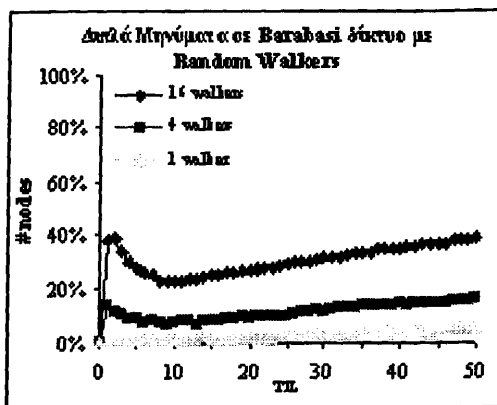
α)



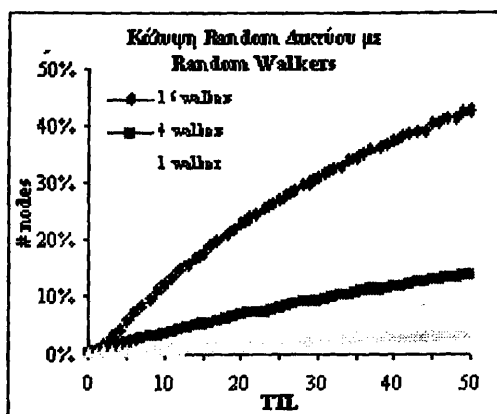
β)



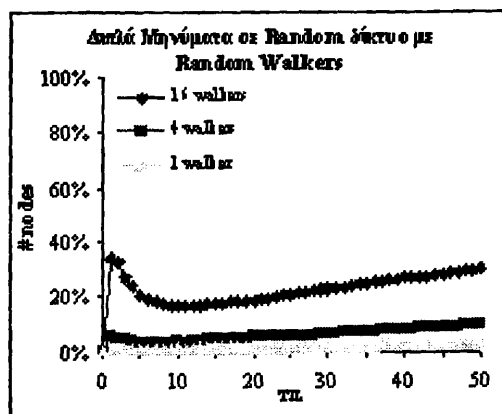
γ)



δ)



ε)



στ)

Σχήμα 6.11: Ποσοστό κάλυψης δικτύων με 1, 4 και 16 random walks και ποσοστό διπλών μηνυμάτων σε δίκτυο 1000 κόμβων σε σχέση με το χρόνο TTL και για τις τρεις διαφορετικές τοπολογίες (PLRG, BA, Random Graph).



Συμπεράσματα-Συζήτηση

Οι τυχαίοι περιπατητές όπως διαπιστώνεται συμπεριφέρονται παρόμοια σε τυχαία και δίκτυα Power Law (Barabasi) και μάλιστα η κάλυψη του δικτύου είναι ικανοποιητική (για παράδειγμα με 16 περιπατητές φθάνει το 50% για TTL 50) ενώ συγχρόνως το ποσοστό των διπλών μηνυμάτων παραμένει χαμηλό. Το μειονέκτημά τους είναι η καθυστέρηση του εντοπισμού του επιθυμητού πόρου αφού τώρα πρέπει να κάνουν περισσότερα βήματα. Η εφαρμογή της μεθόδου των τυχαίων περιπατητών οδηγεί σε συμπεράσματα για το μήκος του μονοπατιού που διανύουν και το πλήθος των διπλών μηνυμάτων, όπως φαίνεται παρακάτω.

▪ Μήκος μονοπατιού

Έστω ότι οι κόμβοι του δικτύου σχηματίζουν έναν μη κατευθυνόμενο γράφο, όπου ο κάθε κόμβος γνωρίζει και επικοινωνεί μόνο με τους d_i κόμβους που είναι άμεσα συνδεδεμένοι μαζί του (d_i ο βαθμός του κόμβου i). Έστω επίσης ότι ο γράφος είναι συνδεδεμένος.

Τότε ο τυχαίος περιπατητής έχει στατιστικές ιδιότητες όμοιες με την ανεξάρτητη δειγματοληψία σε δικτυακά μοντέλα [24]. Έτσι η επίσκεψη ενός κόμβου από έναν τυχαίο περιπατητή μπορεί να υποτεθεί ότι είναι ένα ανεξάρτητο δείγμα από το χώρο της ομοιόμορφης κατανομής των κόμβων.

Η πιθανότητα να επισκεφτεί ένας τυχαίος περιπατητής έναν κόμβο εξαρτάται από την διαθεσιμότητα των αντιγράφων. Έστω a η πιθανότητα να μην βρεθεί ο πόρος x στον κόμβο i . Τότε η πιθανότητα να βρεθεί ο πόρος x στον κόμβο i είναι $1-a$. Η πιθανότητα να βρεθεί ο πόρος x στο j βήμα είναι:

$$p_j = a^j (1 - a)$$

και η πιθανότητα να μην βρεθεί στο τελευταίο βήμα t είναι:

$$p_t = a^t$$



Επομένως το μέσο μήκος μονοπατιού που θα διανύσει ένας τυχαίος περιπατητής είναι:

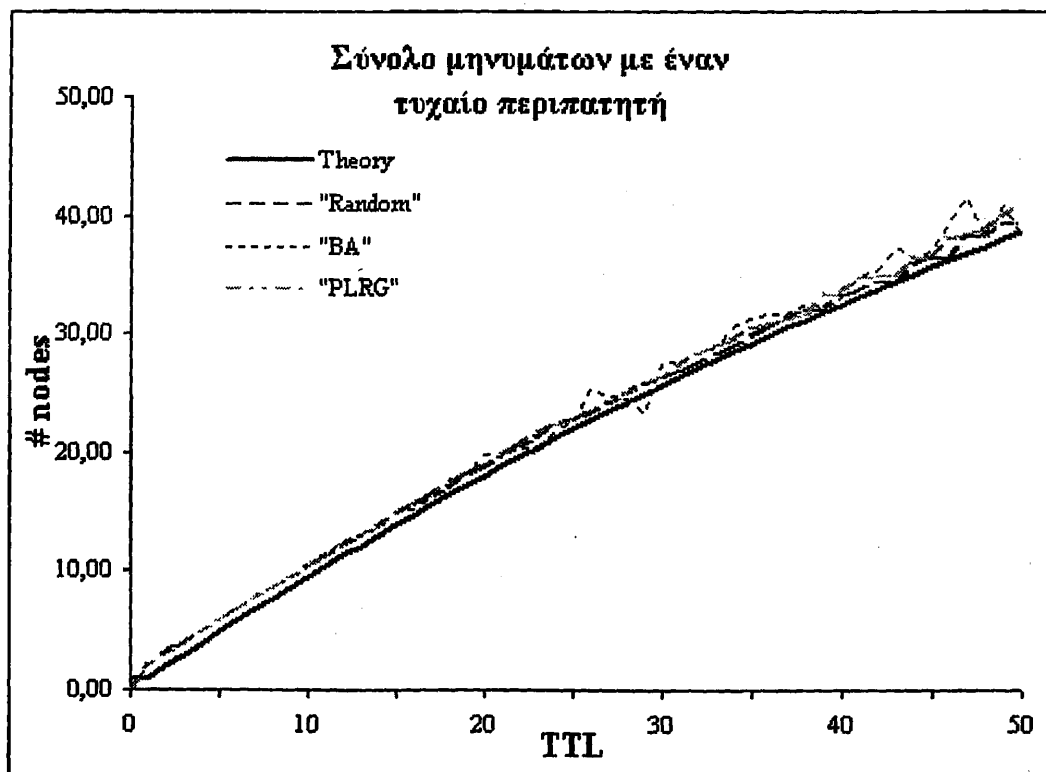
$$c = \sum_{j=1}^{t-1} j \cdot p_j + t \cdot a^{t-1}$$

και άρα το μήκος του μονοπατιού μετά από t βήματα (hops) θα είναι:

$$c_t = \frac{1 - a^{t-1}}{1 - a} + a^{t-1} \quad \text{Εξ. 6.11}$$

Η πιθανότητα a να μην βρεθεί ο πόρος εξαρτάται από την διαθεσιμότητα του πόρου n_x , το μέγεθος της τοπικής μνήμης, το πλήθος των κόμβων και των διαθέσιμων πόρων στο δίκτυο και όπως αποδεικνύεται [18] είναι:

$$a = \frac{(N - n_x)(R - k)}{NR} \quad \text{Εξ. 6.12}$$



Σχήμα 6.12: Σύγκριση θεωρητικών και πειραματικών αποτελεσμάτων για το σύνολο των μηνυμάτων του τυχαίου περιπατητή στις εξεταζόμενες τοπολογίες.

Στο Σχήμα 6.12 απεικονίζεται το πλήθος των συνολικών μηνυμάτων για ένα τυχαίο περιπατητή στις τοπολογίες PLRG, BA και Random καθώς και τα θεωρητικά αποτελέσματα της Εξίσωσης (6.11). Όπως διαπιστώνεται τα αποτελέσματα αυτά ταυτίζονται για τις τοπολογίες BA και Random ενώ προσεγγίζονται πολύ καλά για την τοπολογία PLRG.

▪ **Διπλά μηνύματα**

Ο τυχαίος περιπατητής, θα διανύσει μια διαδρομή στο δίκτυο ώσπου να εντοπίσει τον επιθυμητό πόρο. Έστω ότι ο περίπατος ξεκινάει από τον κόμβο i και καταλήγει στον κόμβο j . Σε κάθε βήμα n , ο περιπατητής βρίσκεται σε μια συγκεκριμένη θέση P_n της διαδρομής. Τότε η θέση αυτή είναι μια αλυσίδα Markov με πιθανότητα μετάβασης σε ένα βήμα $1/d_i$. Δεδομένου ότι ο γράφος είναι συνδεδεμένος (υπόθεση) η πιθανότητα να επιλεγεί ο κόμβος i είναι [37]:

$$q_i = \frac{d_i}{D}$$

όπου $D = \sum d_i$, το άθροισμα των βαθμών των κόμβων. Αν ο περιπατητής πραγματοποιήσει c βήματα, δηλαδή αν επιλεγούν c κόμβοι, τότε ο κόμβος i δεν είναι ανάμεσα στους c επιλεγμένους με πιθανότητα:

$$p_i = \left(1 - \frac{d_i}{D}\right)^c \quad \text{Εξ. 6.13}$$

Ο μέσος αριθμός μη επιλεγμένων κόμβων είναι:

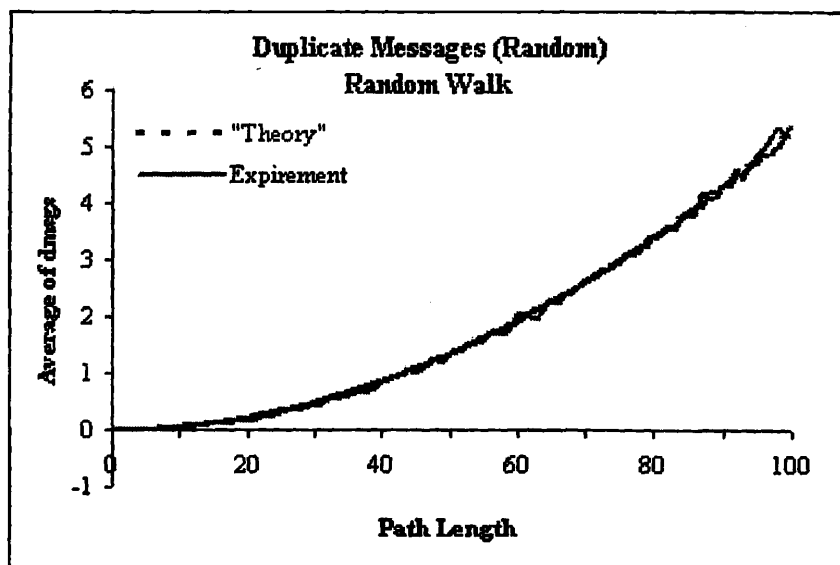
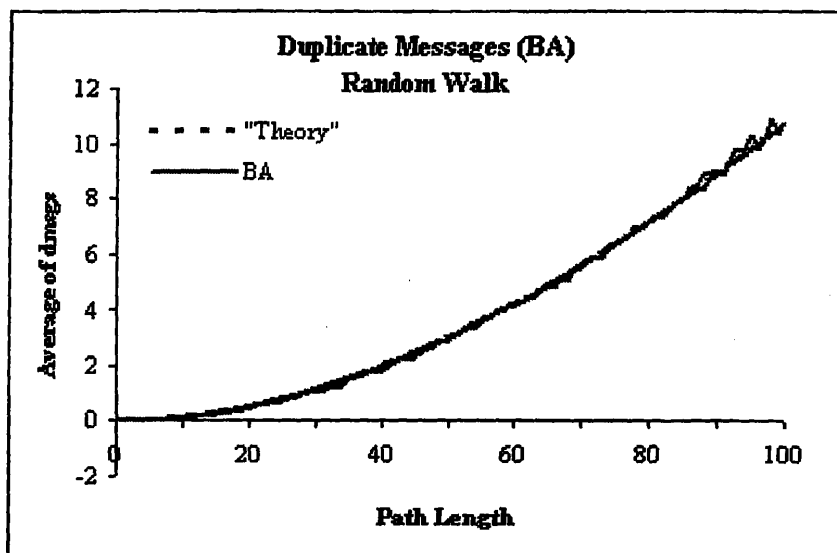
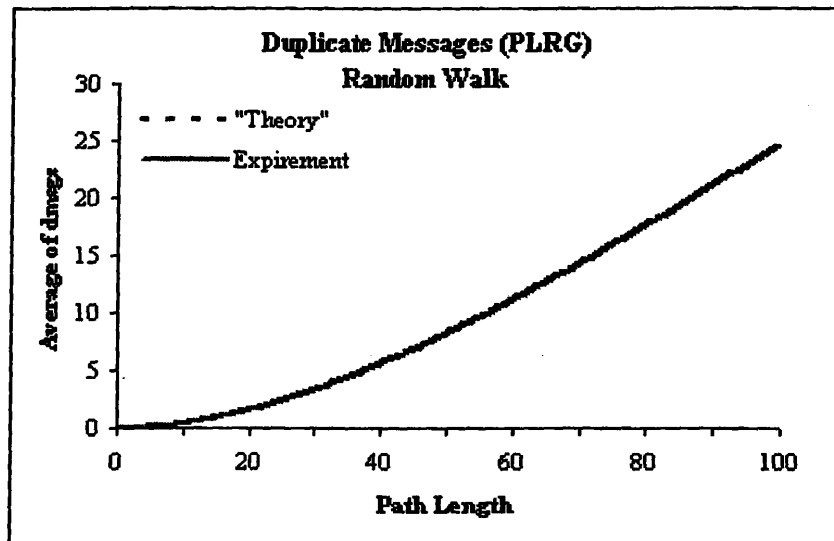
$$\overline{m}(c) = \sum_{i=1}^N p_i \quad \text{Εξ. 6.14}$$

και τα διπλά μηνύματα είναι:

$$\overline{D}(c) = c - (N - \overline{m}(c)) \quad \text{Εξ. 6.15}$$



όπου c δίδεται από την Εξίσωση 6.11 και $\bar{m}(c)$ δίδεται από την Εξίσωση 6.14.



Σχήμα 6.13: Σύγκριση αναλυτικών και πειραματικών αποτελεσμάτων ως προς τα διπλά μηνύματα που παράγονται σε διάφορες τοπολογίες.



Για την επιβεβαίωση των παραπάνω αναλυτικών αποτελεσμάτων πραγματοποιήθηκαν εκτεταμένες πειραματικές μετρήσεις σε δίκτυο 1000 κόμβων με έναν περιπατητή για τοπολογίες PLRG, BA και τυχαία. Για την λήψη των αποτελεσμάτων πραγματοποιήθηκαν τουλάχιστον 1000 επαναλήψεις και η τιμή της παραμέτρου *TTL* ορίσθηκε στο 100.

Στο Σχήμα 6.13 διαπιστώνεται ότι οι πειραματικές μετρήσεις (έντονη γραμμή) συμπίπτουν με τα θεωρητικά αποτελέσματα (διακεκομμένη γραμμή) για τα δίκτυα BA και Random. Αντίθετα στα δίκτυα PLRG παρατηρείται μια μικρή απόκλιση από τις θεωρητικές τιμές. Στο δίκτυο αυτό υπάρχουν πολλοί κόμβοι με βαθμό ένα, και στην περίπτωση που ένας τέτοιος κόμβος επιλεγεί και δεν διαθέτει τον ζητούμενο πόρο, αναγκαστικά θα επιλέξει τον γονέα κόμβο που του προώθησε την ερώτηση. Το γεγονός αυτό οφείλεται η μικρή διαφοροποίηση των αποτελεσμάτων.

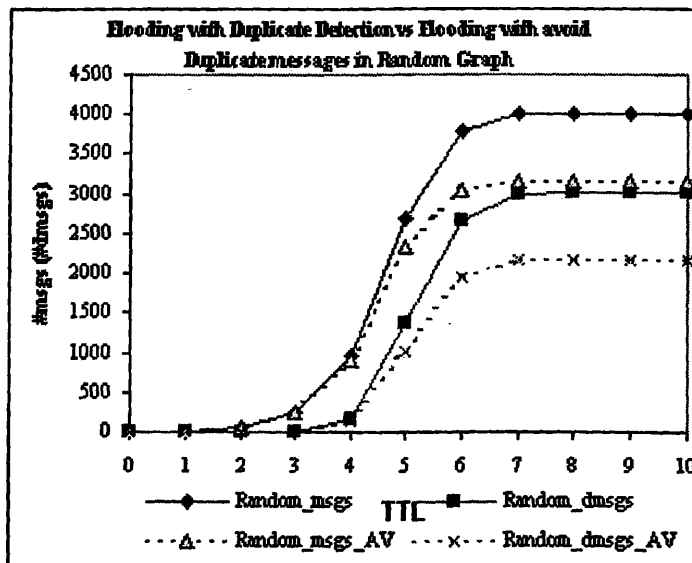
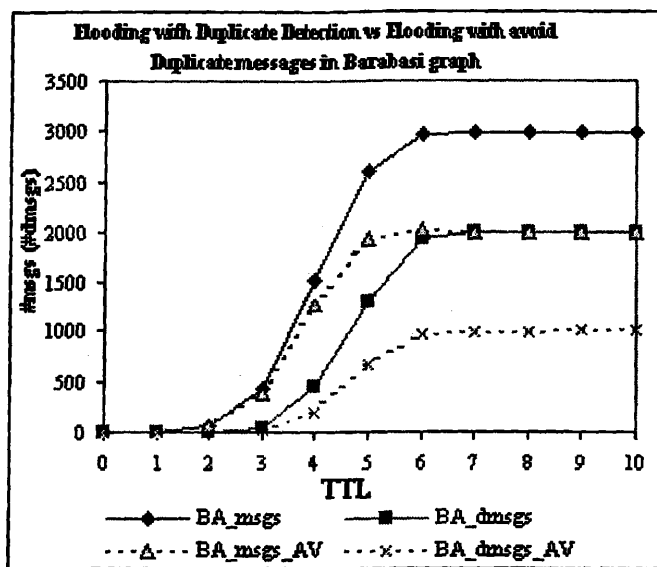
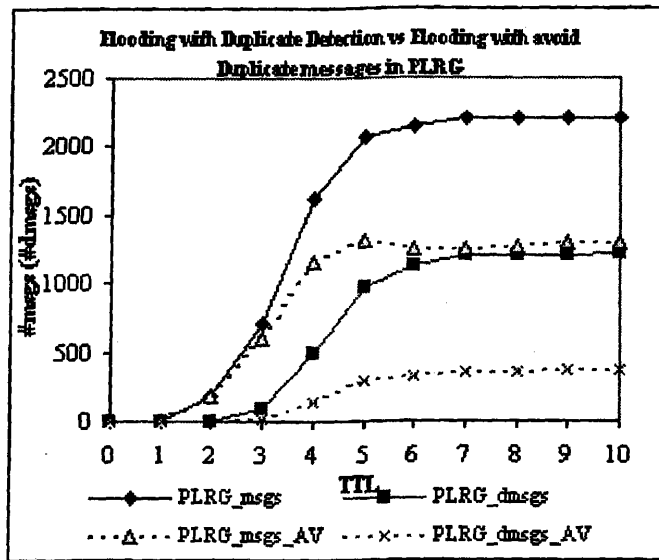
6.5. Αποφυγή διπλών μηνυμάτων

Όπως διαπιστώθηκε παραπάνω ο μηχανισμός DD μειώνει σε πολύ μεγάλο βαθμό τα πλεονάζοντα μηνύματα, όμως δεν τα εξαλείφει τελείως αφού εξακολουθούν να υπάρχουν και μάλιστα σε ποσοστό έως και 75% σε μερικές περιπτώσεις. Οι πιο δημοφιλείς στρατηγικές προώθησης της ερώτησης για την διευθέτηση του προβλήματος είναι οι tree-based που όμως απαιτούν επίσης μεγάλο όγκο μηνυμάτων για την δημιουργία και την διατήρηση του δέντρου. Σύμφωνα με το [32] (αλγόριθμος Efa) οι κόμβοι διατηρούν πληροφορία για τους γείτονές τους σε απόσταση έως και δύο hops και αποφασίζουν η δρομολόγηση της ερώτησης να γίνεται μόνο μια φορά προς κάθε κόμβο όταν υπάρχουν εναλλακτικές διαδρομές.

Η μέθοδος αυτή εφαρμόσθηκε στις τοπολογίες που αναφέρθηκαν παραπάνω ώστε να διαπιστωθεί η αποτελεσματικότητά της ως προς την εξάλειψη των διπλών μηνυμάτων.

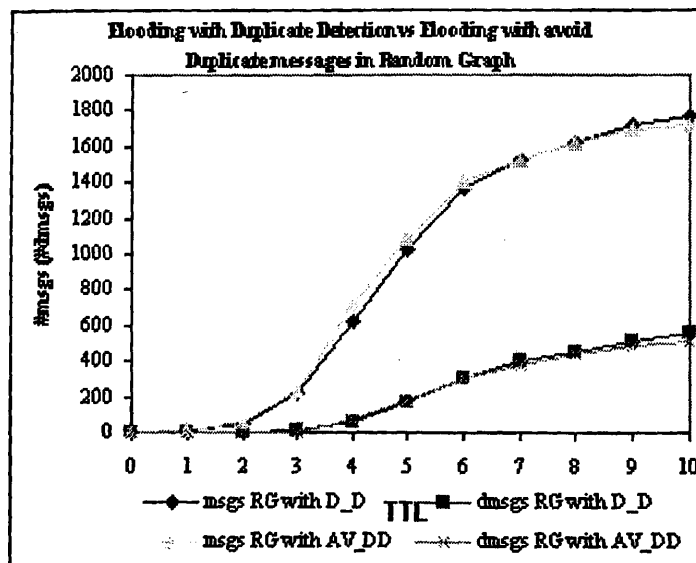
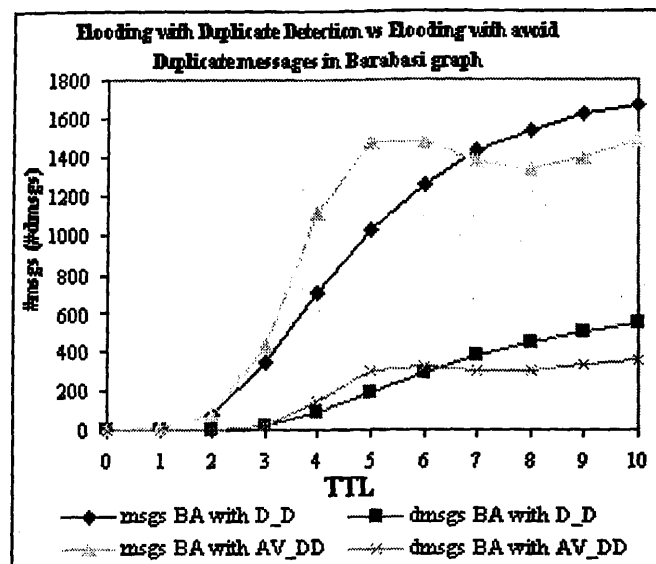
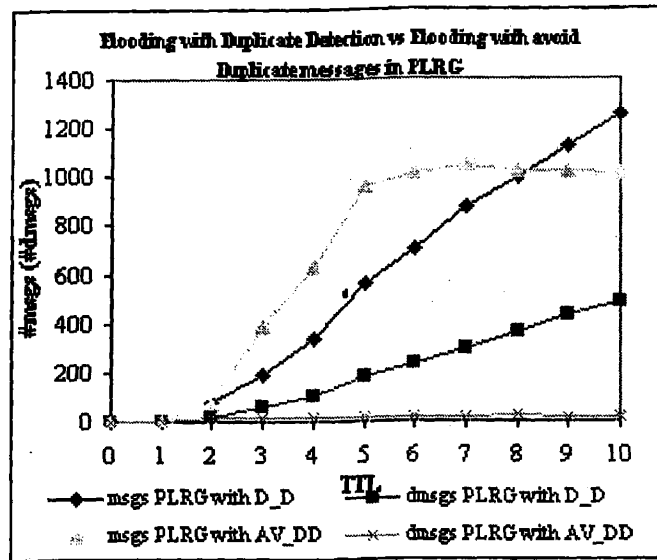
Οι μετρήσεις πραγματοποιήθηκαν για «σύγχρονο» και «ασύγχρονο» δίκτυο 1000 κόμβων και μελετάται η κάλυψη του δικτύου και η βελτίωση ή όχι της απόδοσης στην μια και στην άλλη περίπτωση αντίστοιχα.





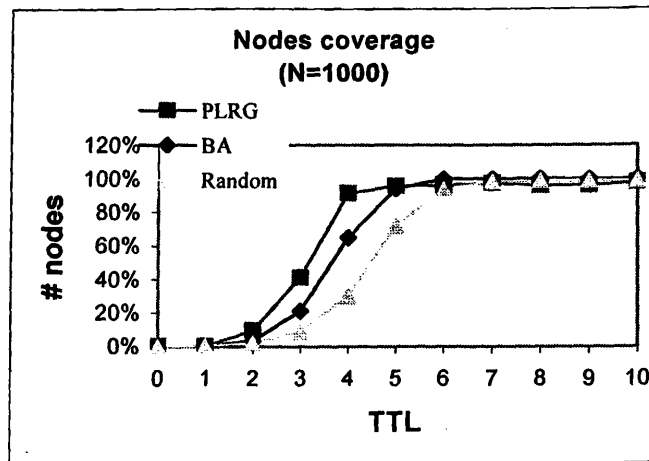
Σχήμα 6.14: Σύγκριση της πλημμύρας με DD και της πλημμύρας με DD και αποφυγή διπλών μηνυμάτων (AV) [32] στις τοπολογίες PLRG, BA, Random σε σύγχρονο δίκτυο.





Σχήμα 6.15: Σύγκριση της πλημμύρας με DD και της πλημμύρας με DD και αποφυγή διπλών μηνυμάτων (AV) [32] στις τοπολογίες PLRG, BA, Random σε ασύγχρονο δίκτυο.





Σχήμα 6.16: Ποσοστό κάλυψης του δικτύου όταν στον αλγόριθμο της πλημμύρας εφαρμόζεται μηχανισμός αποφυγής διπλών μηνυμάτων σε σύγχρονο δίκτυο.

Όπως διαπιστώνεται από το Σχήμα 6.15 όλοι οι κόμβοι λαμβάνουν την ερώτηση σε σχετικά μικρό αριθμό βημάτων (κάλυψη 100%) όταν εφαρμόζεται ο αλγόριθμος Efa σε σύγχρονο δίκτυο. Μάλιστα η εφαρμογή του αλγορίθμου μειώνει σε σημαντικό ποσοστό το συνολικό πλήθος των μηνυμάτων και κατά συνέπεια και το πλήθος των διπλών μηνυμάτων. Συγκεκριμένα το πλήθος των συνολικών μηνυμάτων παρουσιάζει βελτίωση σε ποσοστό 24%, 33% και 34% για τα δίκτυα PLRG, BA και Random αντίστοιχα σε σύγκριση με την μη εφαρμογή μηχανισμού αποφυγής διπλών μηνυμάτων. Τα διπλά μηνύματα είναι επίσης σαφώς λιγότερα και φθάνουν μόλις το 16% για PLRG, και το 50% περίπου για τα άλλα δύο δίκτυα.

Αντίθετα σε ασύγχρονο δίκτυο δεν παρατηρούνται τα ίδια θετικά αποτελέσματα. Στην περίπτωση αυτή μόνο στο δίκτυο PLRG τα διπλά μηνύματα σχεδόν εξαλείφονται τελείως ενώ στα άλλα δύο δίκτυα η μείωση φθάνει στο 34% για BA και στο 13% για το τυχαίο δίκτυο.

Συμπεράσματα

Οι πειραματικές μετρήσεις δείχνουν ότι η εφαρμογή του αλγορίθμου Efa είναι ιδιαίτερα αποτελεσματική σε σύγχρονα δίκτυα και μειώνει σε σημαντικό βαθμό τα διπλά μηνύματα χωρίς όμως να μειώσει και την κάλυψη του δικτύου. Το τελευταίο αποτελεί συμπέρασμα από την σύγκριση των Σχημάτων 6.3 και 6.16.



ΚΕΦΑΛΑΙΟ 7. ΣΥΝΟΨΗ – ΜΕΛΛΟΝΤΙΚΗ ΕΡΓΑΣΙΑ

7.1 Συμπεράσματα

7.2 Μελλοντική Εργασία

7.1. Συμπεράσματα

Στα πλαίσια αυτής της εργασίας διερευνήθηκαν βασικές μετρικές επίδοσης δικτύων που βασίζονται στη συσχέτιση μεθόδων αναζήτησης όπως η πλημμύρα και υφιστάμενων τοπολογιών που είτε υπακούν τον εκθετικό νόμο είτε σχηματίζονται τυχαία.

Εντοπίστηκαν και επισημάνθηκαν βασικές ιδιότητες από την θεωρία των γράφων που αντικατοπτρίζονται στα πραγματικά δίκτυα και μελετήθηκε πως αυτά τα χαρακτηριστικά μπορούν να αποδοθούν σε ένα μοντέλο που προσομοιώνει συστήματα όπως αυτά των ομότιμων δικτύων.

Το πρόβλημα που τέθηκε ήταν πως σε ένα τέτοιο περιβάλλον είναι δυνατό να εντοπισθούν οι επιθυμητές πληροφορίες με το «ελάχιστο κόστος» ή με άλλα λόγια πως θα περιορισθεί το κόστος μιας αναζήτησης η οποία είναι ουσιαστικά τυφλή λόγω παντελής έλλειψης σχετικής γνώσης.

Η μελέτη του προβλήματος έγινε πειραματικά αλλά και αναλυτικά. Από την πειραματική διερεύνηση προέκυψαν τα παρακάτω συμπεράσματα:



- Η αναζήτηση με flooding – based τεχνικές παράγει τεράστιο όγκο μηνυμάτων που κατακλύζουν το δίκτυο των ομότιμων.
- Ο τεράστιος όγκος μηνυμάτων οφείλεται στους κύκλους της υφιστάμενης τοπολογίας και μάλιστα διαπιστώθηκε ότι το μεγαλύτερο ποσοστό κύκλων έχει μήκος από 6 έως 13 βήματα ανάλογα με την τοπολογία.
- Ο περιορισμός της πλεονάζουσας πληροφορίας με μηχανισμό ανίχνευσης διπλών μηνυμάτων επιφέρει σημαντική μείωση, όμως τα «διπλά» μηνύματα εξακολουθούν να υπάρχουν και μάλιστα σε ποσοστό που φθάνει το 75%.
- Η αναζήτηση με τυχαίους περιπατητές είναι αποδοτικότερη, δηλαδή λιγότερα μηνύματα όμως απαιτούνται περισσότερα βήματα (hops) για τον εντοπισμό του επιθυμητού πόρου.

Από την αναλυτική διερεύνηση προέκυψαν τα παρακάτω συμπεράσματα:

- Δείχνεται ότι ο αλγόριθμος της πλημμύρας με ανίχνευση διπλών μηνυμάτων έχει καθορισμένη και προβλέψιμη συμπεριφορά και μάλιστα αν είναι γνωστά η τοπολογία και το πλήθος των κόμβων του δικτύου, τότε μπορεί να υπολογισθεί ακριβώς ο μέγιστος αριθμός μηνυμάτων ή/και διπλών μηνυμάτων που εισάγονται στο δίκτυο από τις Εξισώσεις 6.1 και 6.2.
- Δείχνεται επίσης ότι στην αναζήτηση με τυχαίους περιπατητές μπορεί να υπολογισθεί επακριβώς το μέσο πλήθος διπλών μηνυμάτων που προκύπτουν κατά την διαδικασία της αναζήτησης.

Στη συνέχεια μελετήθηκαν και εκτιμήθηκαν πειραματικά γνωστές τεχνικές που μετριάζουν το μέγεθος του προβλήματος χωρίς όμως και να το εξαλείφουν. Μια τέτοια τεχνική είναι και η εφαρμογή του μηχανισμού ανίχνευσης διπλών μηνυμάτων, ο οποίος αποτρέπει την παραπέρα προώθηση της ίδιας ερώτησης.

Οι πειραματικές μετρήσεις έδειξαν ότι με την εφαρμογή του DD μηχανισμού το δίκτυο οδηγείται σε καθορισμένη συμπεριφορά, όμως νέες αδυναμίες και προβλήματα αποκαλύπτονται όπως:

- προβλήματα που προκύπτουν κατά την εφαρμογή του μηχανισμού λόγω
 - ο των υψηλών απαιτήσεων μνήμης, ιδιαίτερα αν πρόκειται για κόμβους με μεγάλο βαθμό,



- της δυναμικότητας του δικτύου,
- της συχνότητας / πλήθους ερωτήσεων

και δεν διερευνήθηκαν πειραματικά αφού ξεφεύγουν από τα πλαίσια της παρούσας εργασίας

- προβλήματα που προκύπτουν ως αποτέλεσμα της εφαρμογή του μηχανισμού καθώς
 - τα διπλά μηνύματα εξακολουθούν να υπάρχουν και μάλιστα σε υπολογίσιμο ποσοστό (έως 75%) αφού δεν εξαλείφονται οι κύκλοι στην υφιστάμενη τοπολογία,
 - η κάλυψη του δικτύου μειώνεται εξ αιτίας του φαινομένου της βραχυκύκλωσης
 - δαπανάται χρόνος για να διαπιστωθεί αν η ερώτηση λήφθηκε στο πρόσφατο παρελθόν.

Πέρα όμως από την εφαρμογή περιοριστικών μηχανισμών απαιτείται η πρόβλεψη για την εξάλειψη των «διπλών» μηνυμάτων που εξακολουθούν να υπάρχουν στο δίκτυο. Ο Αλγόριθμος Efa [32] συμβάλει σε αυτό, όμως απαιτεί την ανταλλαγή μηνυμάτων για τη διατήρηση γνώσης για τους κόμβους σε απόσταση 2 βημάτων.

Ο τυχαίος περιπατητής παραμένει η αποδοτικότερη προσέγγιση ακόμη και όταν εφαρμόζονται περιορισμοί στις άλλες βασιζόμενες στην πλημμύρα τεχνικές αναζήτησης.

7.2. Μελλοντική Εργασία

Στα πλαίσια αυτή της εργασίας μελετήθηκαν οι αλγόριθμοι αναζήτησης βασιζόμενοι στην πλημμύρα και οι τυχαίοι περιπατητές. Και ενώ για την τελευταία τεχνική τέθηκαν θεωρητικές προσεγγίσεις ως προς την επίδοση και τα χαρακτηριστικά της δεν έγινε το ίδιο και για την πρώτη, η οποία αποτελεί αντικείμενο για περαιτέρω μελέτη και διερεύνηση.



Όλη η σειρά πειραμάτων πραγματοποιήθηκε σε στατικό δίκτυο, υποθέτοντας σιωπηρά ότι οι μεταβολές κατά την διάρκεια της εκτέλεσης ενός ερωτήματος δεν αλλοιώνουν κατά πολύ το αποτέλεσμα. Θα είχε όμως ενδιαφέρον να μελετηθεί η συμπεριφορά των αλγορίθμων αναζήτησης σε τοπολογίες λαμβάνοντας υπόψη και την παράμετρο της δυναμικότητας – μεταβλητότητας του δικτύου.

Τέλος είναι ιδιαίτερα ελκυστικό να μελετηθεί η εφαρμογή του σεναρίου σε πραγματικό δίκτυο και να αποτιμηθεί η επίδοσή του. Έτσι θα καταστεί δυνατό να υπολογιστεί το πραγματικό κόστος αναζήτησης, λαμβάνοντας υπόψη τα ιδιαίτερα χαρακτηριστικά των συνιστωσών του συστήματος (χρήστες, δίκτυο, p2p εφαρμογές).



ΑΝΑΦΟΡΕΣ

- [1] Adamic L. A., Lukose R. M., Puniyani A. R. and Huberman B. A., “*Search in power Law Networks*”, Physical Review E, 6446135, 2001.
- [2] Aiello W., Chung F. Lu L., “*Random evolution in massive graphs*”, In IEEE Symposium on Foundations of Computer Science. IEEE Computer Society Press, Los Alamitos, CA, 2001.
- [3] Aiello W., Chung F., Lu L., “*A random graph model for massive graphs*”. In proc. of the 32rd Annual ACM Symposium on Theory of Computing, 2000
- [4] Albert R., Barabási A.-L., “*Statistical mechanism of complex networks*”, Reviews of modern physics, vol. 74, pp. 47-97, Jan. 2002.
- [5] Albert R., Barabási A.-L., “*Topology of evolving networks: local events and universality*”, Physical Rev. Lett. 85, 24, 5234–5237, 2000.
- [6] Albert R., Jeong H., Barabási A., “*Attak and tolerance in complex networks*”, Nature 406, 378, 2000.
- [7] Annexstein F. S., Berman K. A., Jovanović M. A., “*Latency Effects on Reachability in Large-scale Peer-to-Peer Networks*”, in SPAA 13nth ACM Symposium on Parallel Algorithms and Architectures, 2001.
- [8] Banaei-Kashani, F.; Shahabi, C., “*Criticality-based analysis and design of unstructured peer-to-peer networks as "Complex systems",*” Cluster Computing and the Grid, 2003. Proceedings. CCGrid 2003. 3rd IEEE/ACM International Symposium on, vol., no.pp. 351- 358, 12-15 May 2003



- [9] Barabási A.-L., Albert R., “*Emergence of scaling in random networks*”. Science 286, 509-512, 1999.
- [10] Bianconi G., Barabási A.-L., “*Competition and multiscaling in evolving networks*”, Europhysics Letters 54, 4, 436–442, 2001.
- [11] Bollobás B., Borg C., Chayes J. T., Riordan O., “*Directed scale-free graphs*”, In ACM-SIAM Symposium on Discrete Algorithms. SIAM, Philadelphia, PA, 2003.
- [12] Bu T. Towsley D., “*On distinguishing between Internet power law topology generators*”, In IEEE INFOCOM. IEEE Computer Society Press, Los Alamitos, CA. 2002.
- [13] Chakrabarti D, Faloutsos C , “*Graph mining: Laws, generators, and algorithms*”, ACM Comput. Surv., Vol. 38, No. 1, 2006.
- [14] Chakrabarti D., Zhan Y., Faloutsos C., “*R-MAT: A recursive model for graph mining*”, In SIAM Data Mining Conference. SIAM, Philadelphia, PA, 2004.
- [15] Cohen E. and Shenker S., “*Replication strategies in unstructured peer-to-peer networks*”, Proc. ACM SIGCOMM Conference, pp.177–190, 2002.
- [16] Crespo A., Garcia-Molina H., “*Routing indices for peer-to-peer systems*”, Proc. of the 22nd International Conference on Distributed Computing (IEEE ICDCS’02), 2002.
- [17] Crespo and H. Garcia-Molina. “*Semantic overlay networks for p2p systems*”, Technical report, Computer Science Department, Stanford University, October 2002.
- [18] Dimakopoulos V. V., Pitoura E. “*On the Performance of Flooding-Based Resource Discovery*”, IEEE TPDS, 17(11) pp.1242-1252, (2006).



- [19] Doyle J., Carlson J. M., “*Power laws, highly optimized tolerance, and generalized source coding*”, Physical Rev. Lett. 84, 24 (June), 5656–5659, 2000.
- [20] Erdos P., Renyi A., “*On random graphs*”, Publicationes Mathematicae 6, 290-297, 1959.
- [21] Fabrikant A., Koutsoupias E., Papadimitriou C. H., “*Heuristically optimized trade-offs: A new paradigm for power laws in the Internet*”. In Proceedings of the International Colloquium on Automata, Languages and Programming. Springer Verlag, Berlin, Germany, 110–122, 2002.
- [22] Faloutsos M., Faloutsos P., Faloutsos C., “*On power-Law Relationships of the Internet Topology*”, Proc. of ACM SIGCOMM’99, 1999.
- [23] Fred S. Annexstein., Kenneth A. Berman, Mijhalo A. Jovanovic, “*Broadcasting in unstructured peer-to-peer overlay networks*”, Complex networks ,Volume 355, Issue 1 (April 2006) pp: 25 - 36, 2006 (Elsevier)
- [24] Gkantsidis G., Mihail M., Saberi A., “*Random walks in peer-to-peer networks*”, in Proc. INFOCOM, 2004.
- [25] Gnutella protocol v0.6. Available at <http://rfc-gnutella.sourceforge.net/developer/testing/index.html>.
- [26] Jawhar , Wu J., “*A Two-Level Random Walk Search Protocol for Peer-to-Peer Networks*”, Proc. of the 8th World Multi-Conference on Systemics, Cybernetics and Informatics, 2004
- [27] Jiang, S., Guo, L., Zhang, X., “*Lightflood: an Efficient Flooding Scheme for File Search in Unstructured peer-to-peer systems*”, ICPP, pp 627-635, 2003.
- [28] Kalogeraki V., Gunopulos D., Zeinalipouryazti D., “*A local search mechanism for peer-to-peer networks*”, Proc. of the 11th ACM Conference on Information and Knowledge Management (ACM CIKM’02), 2002.



- [29] Klemm A., Lindemann C., Vernob M. K., Waldhorst O.P. “*Characterizing the Query Behavior in Peer-to-Peer File Sharing Systems*”, IMC’04, 2004.
- [30] Leontiadis E., Dimakopoulos V. V., Pitoura E., “*Cache Updates in a Peer-to-Peer Network of Mobile Agents*”, In Peer-to-Peer Computing (P2P’04), pp 10-17, 2004
- [31] Leslovec J., Kleinberg J., Faloutsos C., “*Graphs over time: Densification laws, shrinking diameters and possible explanation*”,. In Conference of the ACM Special Interest Group on Knowledge Discovery and Data Mining. ACM Press, New York, NY, 2005
- [32] Li J.; Son Vuong, “*An efficient clustered architecture for P2P networks*”, Advanced Information Networking and Applications,. AINA 2004. 18th International Conference on , vol.1, no.pp. 278- 283 Vol.1, 2004.
- [33] Lim H. Kim C., “*Multicast tree construction and flooding in wireless ad hoc networks*” in Proc. ACM Int. Workshop on Modeling, Analysis and Simulation of Wireless and Mobile Systems (MSWIM), 2000.
- [34] Lv Qin, Cao Pei, Cohen Edith, Li Kai, and Shenker Scott, “*Search and Replication in Unstructured Peer-to-Peer Networks*”, in Proceedings of the 16th international conference on Supercomputing, USA, pp. 84-95, 2002.
- [35] Makino N., Shinichi A., Murata M., “*A flooding method for exchanging routing information in power-law networks*”, in Proceedings of 2005 Asia-Pacific Conference on Communications (APCC 2005), pp. 812-816, 2005.
- [36] Markatos et.al., “*Tracing a large-scale Peer-to-Peer System: An hour in the life of Gnutella*”, CCGrid, 2002.
- [37] Massoulie L., Le Merrer E., Kermarrec A.-M., and Ganesh A., “*Peer Counting and Sampling in Overlay Networks: Random walk Methods*”. Proceedings of the 25th Annual ACM SIGACT-SIGOPS Symposium on Principles of Distributed Computing (PODC), 2006.



- [38] Medina A. Lakhina, A. Matta, I. Byers, J., "*BRITE: an approach to universal topology generation*," Modeling, Analysis and Simulation of Computer and telecommunication Systems, Proceedings. Ninth International Symposium on, vol., no.pp.346-353, 2001.
- [39] Menascé D. and Kanchanapalli L., "Probabilistic Scalable P2P Resource Location Services", SIGMETRICS Perf. Eval. Review, pp 48 – 58, 2002.
- [40] Mitzenmacher M., "*A Brief History of Generative Models for Power Law and Lognormal Distributions*", *Internet Mathematics* 1 (2003): 226—251, 2003.
- [41] Morselli Ruggero, Bhattacharjee Bobby, Marsh Michael A., "*Efficient Lookup on Unstructured Topologies*", PODC'05, Pages: 77 – 86, Las Vegas, Nevada, USA, 2005.
- [42] Newman M. E. J., Girvan M., Farmer J. D., "*Optimal design, robustness and risk aversion*". *Physical Rev. Lett.* 89, 2, 028301 1–4, 2002.
- [43] Newman M. E. J., "*Random graphs as models of networks*", in *Handbook of Graphs and Networks*, S. Bornholdt and H. G. Schuster (eds.), Wiley-VCH, Berlin 2003.
- [44] Newman, M. E. J., Strogatz, S. H., Watts, D. J., "*Random graphs with arbitrary degree distributions and their applications*", *Physical Rev. E* 64, 2, 026118 1–17, 2001.
- [45] Palmer C.R., Steffan J.G., "*Generating network topologies that obey power laws*", *Proc. Global Internet Symposium (GLOBECOM)*, 1, San Francisco, CA, USA, 434-438, 2000.
- [46] Pandurangan G., Raghavan P., Upfal E., "*Using PageRank to characterize Web structure*", In *International Computing and Combinatorics Conference*. Springer, Berlin, Germany, 2002.



- [47] Papadakis C., Fragopoulou P., Athanasopoulos E., Dikaiakos M., Labrinidis A., Markatos E. "A Feedback-based Approach to Reduce Duplicate Messages in Unstructured Peer-to-Peer Networks", In Proceedings of the CoreGRID Workshop "Integrated research in Grid Computing," S. Gorlatch and M. Danelutto (Eds.), Technical Report TR-05-22, University of Pisa, Dipartimento Di Informatica, Pisa, Italy, pages 145-155, 2005.
- [48] Peng, W., and Lu, X. "Efficient broadcast in mobile ad hoc networks using connected dominating sets". Journal of Software - Beijing, China, 1999.
- [49] Peng, W., and Lu, X.-C. "On the reduction of broadcast redundancy in mobile adhoc networks". In Proceedings of First Annual Workshop on Mobile Ad Hoc Networking Computing. MobiHOC (Aug. 11, 2000).
- [50] Pennock D., Flake G. W., Lawrence S., Glover E. J., Giles C. L., "Winners don't take all: Characterizing the competition for links on the Web". Proceedings of the National Academy of Sciences 99, 8, 5207–5211, 2002.
- [51] Portmann Marius, Seneviratne Aruna, "The Cost of Application-level Broadcast in a Fully Decentralized Peer-to-peer Network", Proceedings of the Seventh International Symposium on Computers and Communications (ISCC'02)
- [52] Prim R. C.: *Shortest connection networks and some generalisations*. In: *Bell System Technical Journal*, 36 pp. 1389–1401, 1957.
- [53] Qayyum I. A., Viennot L., Laouti A., "Multipoint Relaying: An Efficient Technique for Flooding in Mobile Wireless Networks", INRIA—Rapport de recherché, Tech. Rep. 3898, 2000.
- [54] Ratnasamy S., Francis P., Handley M., Karp R., and Shenker S., "A scalable content addressable network," in *Proceedings of the ACM SIGCOMM*, pp. 161–172, 2001.



- [55] Rhea S. C., and Kubiatoiwicz J., "Probabilistic location and routing", Proc. of the 21st Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies (INFOCOM'02), 2002.
- [56] Ripeanu Matei; Foster Ian and Iamnitchi Adriana, "Mapping the Gnutella Network: Properties of Large-Scale Peer-to-Peer Systems and Implications for System Design", in IEEE Internet Computing Journal special issue on peer-to-peer networking, vol. 6(1) 2002.
- [57] Sacha J., Dowling J., Cunningham R., Meier R., "Discovery of Stable Peers in a Self-Organising Peer-to-Peer Gradient Topology", Proceedings of the 6th IFIP International Conference on Distributed Applications and Interoperable Systems (DAIS'06), Bologna, Italy, 2006, Frank Eliassen and Alberto Montresor, 4025, Lecture Notes in Computer Science, pp. 70--83, jun, Springer-Verlag, TCD-CS-2006-38,
- [58] Sarshar N., Boykin P.O., and Roychowdhury V.P., "Percolation Search in Power Law Networks: Making Unstructured Peer-to-Peer Networks Scalable," Proc. 4th Int'l Conf. Peer-to-Peer Computing, IEEE CS Press, pp. 2-9, 2004,.
- [59] Sarshar Nima, Boykin P.Oscar, Roychowdhury Vwani P., "Scalable percolation search in power law networks", Preprint: xxx.lanl.gov/abs/cond-mat/0406152, pp. 2-9, 2004.
- [60] Sripanidkulchai K., Maggs B., Zhang H., "Efficient Content Location Using Interest-Based Locality in Peer-to-Peer Systems", IEEE INFOCOM'03
- [61] Stoica, R. Morris, D. Karger, M. F. Kaashoek, and H. Balakrishnan, "Chord: A scalable peer-to-peer lookup service for Internet applications". In Proceedings of SIGCOMM 2001.
- [62] Tewari, S. and Kleinrock, L., "Optimal Search Performance in Unstructured Peer-to-Peer Networks With Clustered Demands", in Proceedings of IEEE ICC 2006, Istanbul, Turkey, June 2006.



- [63] Tsoumakos D. and Roussopoulos N., “*A Comparison of Peer-to-Peer Search Methods*”, in WebDB03, 2003
- [64] Tsoumakos D., and Roussopoulos N., “*Adaptive probabilistic search in peer-to-peer networks*”, Proc. of the 2nd International Workshop on Peer-to-Peer Systems (IPTPS’03), 2003.
- [65] Watts D. J. and Strogatz S. H., “*Collective dynamics of ‘small-world’ networks*”. Nature 393, 440–442, 1998.
- [66] Waxman, B. M., “*Routing of multipoint connections*”, IEEE J. Select. Areas Comm. 6, 9 (Dec.), 1617– 1622, 1988.
- [67] Winick J, Jamin S., “*Inet-3.0: Internet Topology Generator*”. Tech. Rep. CSE-TR-456-02, University of Michigan, Ann Arbor, MS, 2002.
- [68] Wu B., Kshemkalyani A.D., “*Analysis Models for Blind Search in Unstructured Overlays*”, 5th IEEE Symposium on Network Computing and Applications (NCA), 223-226, 2006.
- [69] Yang B. and Garcia-Molina H., “*Improving Search in Peer-to-Peer Networks*”. In ICDCS, 2002.
- [70] Zhong M. and Shen K., “*Popularity-Biased Random Walks for Peer-to-Peer Search under the Square-Root Principle*”, In IPTPS, 2006.



ΣΥΝΤΟΜΟ ΒΙΟΓΡΑΦΙΚΟ

Η Μαργαρίτη Σπυριδούλα γεννήθηκε το 1970 στην Άρτα. Σπούδασε Ηλεκτρονική στο Τμήμα Ηλεκτρονικής του Τ.Ε.Ι. Λαμίας (1987-1992) και Πληροφορική στο Τμήμα Πληροφορικής του Πανεπιστημίου Ιωαννίνων (1997-2002). Παράλληλα έκανε Παιδαγωγικές σπουδές (1999-2000) στο Τμήμα ΠΑΤΕΣ/ΣΕΛΕΤΕ Ιωαννίνων. Το ακαδημαϊκό έτος 2004-05 έγινε δεκτή στο Μεταπτυχιακό Πρόγραμμα Σπουδών του Πανεπιστημίου Ιωαννίνων

Η Μαργαρίτη Σπυριδούλα εργάζεται στο χώρο της Πληροφορικής από 1993 ενώ από 2002 κατέχει μόνιμη θέση Ειδικού Τεχνικού Προσωπικού (ΠΕ20) στο Τμήμα Τηλ/κης & Διοίκησης του Τ.Ε.Ι. Ηπείρου.

