



ΕΘΝΙΚΟ ΜΕΤΣΟΒΙΟ ΠΟΛΥΤΕΧΝΕΙΟ  
ΣΧΟΛΗ ΗΛΕΚΤΡΟΛΟΓΩΝ ΜΗΧΑΝΙΚΩΝ ΚΑΙ ΜΗΧΑΝΙΚΩΝ  
ΥΠΟΛΟΓΙΣΤΩΝ  
ΤΟΜΕΑΣ ΕΠΙΚΟΙΝΩΝΙΩΝ, ΗΛΕΚΤΡΟΝΙΚΗΣ ΚΑΙ ΣΥΣΤΗΜΑΤΩΝ  
ΠΛΗΡΟΦΟΡΙΚΗΣ

# Τομογραφία και Ουδετερότητα Δικτύου

Διπλωματική Εργασία

του

Γεώργιου Κοβάνη

Επιβλέπων: Συμεών Παπαβασιλείου  
Καθηγητής Ε.Μ.Π.

Αθήνα, Ιούλιος 2018





ΕΘΝΙΚΟ ΜΕΤΣΟΒΙΟ ΠΟΛΥΤΕΧΝΕΙΟ  
ΣΧΟΛΗ ΗΛΕΚΤΡΟΛΟΓΩΝ ΜΗΧΑΝΙΚΩΝ ΚΑΙ ΜΗΧΑΝΙΚΩΝ  
ΥΠΟΛΟΓΙΣΤΩΝ  
ΤΟΜΕΑΣ ΕΠΙΚΟΙΝΩΝΙΩΝ, ΗΛΕΚΤΡΟΝΙΚΗΣ ΚΑΙ ΣΥΣΤΗΜΑΤΩΝ  
ΠΛΗΡΟΦΟΡΙΚΗΣ

# Τομογραφία και Ουδετερότητα Δικτύου

Διπλωματική Εργασία

του

Γεώργιου Κοβάνη

**Επιβλέπων:** Συμεών Παπαβασιλείου  
Καθηγητής Ε.Μ.Π.

Εγκρίθηκε από την τριμελή εξεταστική επιτροπή την 12<sup>η</sup> Ιουλίου 2018.

.....  
Συμεών Παπαβασιλείου  
Καθηγητής Ε.Μ.Π.

.....  
Θεοδώρα Βαρβαρίγου  
Καθηγήτρια Ε.Μ.Π.

.....  
Ιωάννα Ρουσσάκη  
Επίκουρη Καθηγήτρια Ε.Μ.Π.

Αθήνα, Ιούλιος 2018

.....

**Γεώργιος Κοβάνης**

Διπλωματούχος Ηλεκτρολόγος Μηχανικός και Μηχανικός Υπολογιστών Ε.Μ.Π.

Copyright© Γεώργιος Κοβάνης, 2018

Με επιφύλαξη παντός δικαιώματος. All rights reserved.

Απαγορεύεται η αντιγραφή, αποθήκευση και διανομή της παρούσας εργασίας, εξ ολοκλήρου ή τμήματος αυτής, για εμπορικό σκοπό. Επιτρέπεται η ανατύπωση, αποθήκευση και διανομή για σκοπό μη κερδοσκοπικό, εκπαιδευτικής ή ερευνητικής φύσης, υπό την προϋπόθεση να αναφέρεται η πηγή προέλευσης και να διατηρείται το παρόν μήνυμα. Ερωτήματα που αφορούν τη χρήση της εργασίας για κερδοσκοπικό σκοπό πρέπει να απευθύνονται προς το συγγραφέα.

Οι απόψεις και τα συμπεράσματα που περιέχονται σε αυτό το έγγραφο εκφράζουν το συγγραφέα και δεν πρέπει να ερμηνευθεί ότι αντιπροσωπεύουν τις επίσημες θέσεις του Εθνικού Μετσόβιου Πολυτεχνείου.

# Περίληψη

Σε μία εποχή όπου τα περισσότερα δίκτυα υπολογιστών χαρακτηρίζονται από πολυπλοκότητα και ετερογένεια, κρίνεται επιτακτική η εφαρμογή κατάλληλων εργαλείων για την εκτίμηση της τοπολογίας του δικτύου καθώς και των χαρακτηριστικών των ζεύξεών του, ιδιαίτερα εργαλείων που δεν απαιτούν κεντρική διαχείριση για τη χρήση τους. Σήμερα, η ανάγκη αυτή ενισχύεται από το διάλογο γύρω από την «ουδετερότητα ενός δικτύου», ανοίγοντας το δρόμο σε μεθόδους που μπορούν να ανιχνεύσουν τη συμπεριφορά ενός δικτύου χωρίς τη συνεργασία των εσωτερικών κόμβων του. Μία τέτοια τεχνική είναι η Τομογραφία Δικτύου που επιτρέπει τη μελέτη των εσωτερικών χαρακτηριστικών ενός δικτύου αξιοποιώντας αποκλειστικά πληροφορίες από περιφερειακούς κόμβους.

Η παρούσα εργασία εστιάζει στην αποδοτικότητα ενός αλγορίθμου τομογραφίας δικτύου, ο οποίος βασίζεται σε μετρικές προσθετικής φύσης των χαρακτηριστικών των ζεύξεων καθώς και στη θεωρία των Μαρκοβιανών Τυχαίων Πεδίων (MRFs) και αφορά τόσο την ανακάλυψη της τοπολογίας του δικτύου όσο και την εκτίμηση των παραμέτρων των ζεύξεών του. Συγκεκριμένα εξετάζεται η συσχέτιση μεταξύ της μεθόδου αυτής και της δυνατότητας της να κατηγοριοποιήσει ένα δίκτυο ως «ουδέτερο», υλοποιείται ο αλγόριθμος Ριζωμένης Ένωσης Γειτόνων (Rooted Neighbor Joining - RNJ) για δύο συγκεκριμένα είδη μετρικών μιας ζεύξης, την απώλεια πακέτου και τη διακύμανση της καθυστέρησης. Διεξάγεται πλήθος πειραμάτων σε τοπολογίες διαφόρων μεγεθών και παραμέτρων στις ζεύξεις, χρησιμοποιώντας μετρήσεις της κίνησης του δικτύου οι οποίες συλλέγονται από άκρη σε άκρη σε δένδρα πολλαπλής εκπομπής. Τέλος, αξιολογείται η επίδοση του εν λόγω αλγορίθμου σε κάθε περίπτωση καθώς και η κλιμακωσιμότητά του.

## Λέξεις-Κλειδιά

Τομογραφία Δικτύου, Ουδετερότητα Δικτύου, Ανακάλυψη Λογικής Τοπολογίας, Εκτίμηση Παραμέτρων Ζεύξεων, Μαρκοβιανά Τυχαία Πεδία (MRFs), Rooted Neighbor Joining (RNJ).



# Abstract

In an era where most computer networks are characterized by complexity and heterogeneity, it is essential to implement proper tools for the inference of a network's topology as well as its links' parameters, especially tools that do not require central administration for their use. Nowadays, this need is enhanced by the debate around «network neutrality», paving the way to methods that are able to detect a network's behaviour without the collaboration of its internal nodes. Network Tomography, which allows the study of a network's internal characteristics using data exclusively derived from end users, is such a technique.

In this thesis we study the efficiency of one network tomography algorithm that is based on the additive metrics of link parameters as well as the theory of Markov Random Fields (MRFs) and involves both routing topology discovery and inference of its link parameters. More specifically, we examine the correlation between this method and its ability to characterize a network as «neutral». We implement the Rooted Neighbor-Joining (RNJ) algorithm for two specific link metrics, i.e. packet loss and delay variance, and we conduct a plethora of experiments with topologies of various sizes and link parameter values using end-to-end traffic measurements collected over multicast trees. Finally, we evaluate the performance of the aforementioned algorithm in each case along with its scalability.

## Keywords

Network Tomography, Network Neutrality, Routing Topology Discovery, Link Parameter Inference, Markov Random Fields (MRFs).





# Ευχαριστίες

Με την εκπόνηση της παρούσας διπλωματικής εργασίας ολοκληρώνεται ένα μεγάλο κεφάλαιο της ακαδημαϊκής και προσωπικής μου πορείας, για αυτό και θα ήθελα να ευχαριστήσω όλους εκείνους τους ανθρώπους που συνέβαλαν σε αυτή από την αρχή έως το τέλος της.

Αρχικά θα ήθελα να ευχαριστήσω τον Καθηγητή Ε.Μ.Π. κ. Συμεών Παπαβασιλείου για την εμπιστοσύνη που μου έδειξε και την ευκαιρία που μου έδωσε να ασχοληθώ με ένα ενδιαφέρον θέμα που συνδυάζει πλούσιο θεωρητικό υπόβαθρο με διάφορες πρακτικές επεκτάσεις. Θα ήθελα ακόμη να ευχαριστήσω θερμά τον μεταδιδακτορικό ερευνητή κ. Βασίλειο Καρυώτη, για την άριστη συνεργασία και τη διαρκή καθοδήγηση που μου παρείχε καθόλη τη διάρκεια εκπόνησης της διπλωματικής εργασίας.

Τέλος θα ήθελα να ευχαριστήσω όλους τους φίλους μου, οι οποίοι βρίσκονταν δίπλα μου σε κάθε βήμα αυτής της προσπάθειας και πάνω από όλα την οικογένειά μου, για την πλήρη στήριξη και αγάπη όλα αυτά τα χρόνια.



# Περιεχόμενα

<b>1</b>	<b>Εισαγωγή</b>	<b>1</b>
1.1	Κίνητρα Παρούσας Εργασίας . . . . .	1
1.2	Αντικείμενο Διπλωματικής Εργασίας . . . . .	2
1.3	Οργάνωση Κειμένου . . . . .	3
<b>2</b>	<b>Θεωρητικό Υπόβαθρο</b>	<b>4</b>
2.1	Τομογραφία Δικτύου . . . . .	4
2.1.1	Στοιχεία Θεωρίας Γραφημάτων και Μοντέλο Δικτύου . . . . .	5
2.1.2	Μοντέλο Πακέτων Ανίχνευσης . . . . .	6
2.1.3	Μαρκοβιανά Τυχαία Πεδία . . . . .	7
2.1.4	Κατασκευή Προσθετικών Μετρικών . . . . .	9
2.1.5	Αλγόριθμος <i>RNJ</i> . . . . .	12
2.2	Ουδετερότητα Δικτύου . . . . .	17
2.2.1	Ορισμοί και Χαρακτηριστικά . . . . .	18
2.2.2	Ανάλυση μέσω της Θεωρίας Παιγνίων . . . . .	21
2.2.3	Συσχέτιση Ουδετερότητας με Τομογραφία . . . . .	23
<b>3</b>	<b>Σχεδιασμός και Υλοποίηση Πειραματικής Διαδικασίας</b>	<b>24</b>
3.1	Προσομοίωση Δικτύου . . . . .	24
3.2	Τοπολογίες . . . . .	27
3.3	Αλγόριθμος και Πηγαίος Κώδικας . . . . .	34
<b>4</b>	<b>Αξιολόγηση Πειραμάτων</b>	<b>35</b>
4.1	Αποτελέσματα για Δυαδικά Δένδρα . . . . .	35
4.1.1	Δυαδικό Δένδρο Πειραματικού Μεγέθους . . . . .	37
4.1.2	Δυαδικό Δένδρο Μικρού Μεγέθους . . . . .	37
4.1.3	Δυαδικό Δένδρο Μεσαίου Μεγέθους . . . . .	38
4.1.4	Δυαδικό Δένδρο Μεγάλου Μεγέθους . . . . .	39
4.2	Αποτελέσματα για Γενικά Δένδρα . . . . .	40

4.2.1	Γενικό Δένδρο Πειραματικού Μεγέθους . . . . .	41
4.2.2	Γενικό Δένδρο Μικρού Μεγέθους . . . . .	41
4.2.3	Γενικό Δένδρο Μεσαίου Μεγέθους . . . . .	42
4.2.4	Γενικό Δένδρο Μεγάλου Μεγέθους . . . . .	43
4.3	Σύγκριση και Ανάλυση Αποτελεσμάτων . . . . .	44
4.3.1	Συνολική Εικόνα . . . . .	44
4.3.2	Ανακάλυψη Λογικής Τοπολογίας . . . . .	44
4.3.3	Εκτίμηση Παραμέτρων Ζεύξεων . . . . .	46
4.3.4	Χαρακτηριστικά Πακέτων Ανίχνευσης . . . . .	46
4.3.5	Χρόνος Εκτέλεσης Αλγορίθμου . . . . .	47
4.3.6	Συσχέτιση με Ουδετερότητα Δικτύου . . . . .	48
<b>5</b>	<b>Σχετικές Εργασίες</b>	<b>50</b>
<b>6</b>	<b>Επίλογος</b>	<b>55</b>
6.1	Σύνοψη και Συμπεράσματα . . . . .	55
6.2	Μελλοντικές Επεκτάσεις . . . . .	56

# Κατάλογος Σχημάτων

2.1	Φυσική και Λογική Τοπολογία . . . . .	6
3.1	Παράδειγμα Παραμέτρων Ροής . . . . .	26
3.2	Διαδική Τοπολογία Πειραματικού Μεγέθους . . . . .	28
3.3	Γενική Τοπολογία Πειραματικού Μεγέθους . . . . .	28
3.4	Διαδική Τοπολογία Μικρού Μεγέθους . . . . .	29
3.5	Γενική Τοπολογία Μικρού Μεγέθους . . . . .	29
3.6	Διαδική Τοπολογία Μεσαίου Μεγέθους . . . . .	30
3.7	Γενική Τοπολογία Μεσαίου Μεγέθους . . . . .	31
3.8	Διαδική Τοπολογία Μεγάλου Μεγέθους . . . . .	32
3.9	Γενική Τοπολογία Μεγάλου Μεγέθους . . . . .	33

# Κατάλογος Πινάκων

2.1	Σύγκριση Εργασιών σε Μη Ουδέτερη Αγορά . . . . .	22
4.1	Αποτελέσματα Δυαδικού Δένδρου Πειραματικού Μεγέθους . . . . .	37
4.2	Αποτελέσματα Δυαδικού Δένδρου Μικρού Μεγέθους . . . . .	38
4.3	Αποτελέσματα Δυαδικού Δένδρου Μεσαίου Μεγέθους . . . . .	39
4.4	Αποτελέσματα Δυαδικού Δένδρου Μεγάλου Μεγέθους . . . . .	40
4.5	Αποτελέσματα Γενικού Δένδρου Πειραματικού Μεγέθους . . . . .	41
4.6	Αποτελέσματα Γενικού Δένδρου Μικρού Μεγέθους . . . . .	42
4.7	Αποτελέσματα Γενικού Δένδρου Μεσαίου Μεγέθους . . . . .	43
4.8	Αποτελέσματα Γενικού Δένδρου Μεγάλου Μεγέθους . . . . .	44

# Κεφάλαιο 1

## Εισαγωγή

### 1.1 Κίνητρα Παρούσας Εργασίας

Ζούμε σε μία ψηφιακή εποχή όπου τα δίκτυα υπολογιστών, τα οποία από δω και πέρα θα αναφέρονται απλά ως δίκτυα, όχι μόνο αποτελούν αναπόσπαστο κομμάτι της καθημερινότητας κάθε ανθρώπου αλλά και την καθορίζουν ανάλογα με τη σωστή ή όχι λειτουργία τους. Η εκθετική αύξηση του αριθμού των διασυνδεδεμένων συσκευών στο Διαδίκτυο, ιδίως με την έλευση των συσκευών Internet of Things (IoT) που πολλαπλασίασαν τον αριθμό των συσκευών που συνδέει ο μέσος χρήστης σε ένα δίκτυο, ενίσχυσε τη βαρύτητα δύο σημαντικών, για το χαρακτηρισμό ενός δικτύου, κριτηρίων: της πολυπλοκότητας και της ετερογένειάς του. Τα σημερινά δίκτυα αυξάνονται τόσο σε μέγεθος όσο και στο είδος των διαφορετικών συσκευών που περιλαμβάνουν όπως υπολογιστές, smartphones, αισθητήρες, κλπ. Ως εκ τούτου, η διαχείριση ενός δικτύου γίνεται μια ολοένα και πιο απαιτητική εργασία.

Η δυσκολία αυτή ενισχύεται από το γεγονός ότι ο διαχειριστής δεν μπορεί πάντα να βασιστεί στη συνεργασία των εξυπηρετητών (servers) και των δρομολογητών (routers) ή μεταγωγέων (switches). Αποτελεί σύννηθες φαινόμενο ο διαχειριστής να έχει πρόσβαση είτε σε τμήμα του δικτύου είτε να μην έχει πρόσβαση σε όλες τις απαιτούμενες μετρήσεις από κάθε ενδιαμέση συσκευή διασύνδεσης. Για αυτό είναι απαραίτητο να αξιοποιηθούν νέες μέθοδοι, ικανές να εξάγουν συμπεράσματα για τη συμπεριφορά ενός δικτύου χωρίς τη βοήθεια των δρομολογητών ή των μεταγωγέων που το απαρτίζουν, ήτοι μέθοδοι που επαρκεί η άντληση μετρήσεων μόνο από τους τελικούς χρήστες (end-users). Μία τέτοια τεχνική είναι και η Τομογραφία Δικτύου[1], η οποία επιτρέπει τη μελέτη των εσωτερικών χαρακτηριστικών ενός δικτύου αξιοποιώντας πληροφορίες αποκλειστικά από περιφερειακούς κόμβους. Παραδείγματα εσωτερικών χαρακτηριστικών του δικτύου αποτελούν η εύρεση της λογικής τοπολογίας του δικτύου[2] καθώς και η εκτίμηση παραμέτρων των ζεύξεων[3], όπως το ποσοστό απωλειών στη ζεύξη ή η διακύμανση της καθυστέρησης της κίνησης που τη

διαπερνά.

Η τεχνική της Τομογραφίας δεν διευκολύνει μόνο τη διαχείριση ενός δικτύου. Συγκεκριμένα, παραλλαγές της μεθόδου μπορούν να βοηθήσουν στον εντοπισμό παραβιάσεων στην ουδετερότητα ενός δικτύου. Ως Ουδετερότητα Δικτύου[4] ορίζεται η ίδια μεταχείριση όλων των ροών διαδικτυακής κίνησης σε μία ζεύξη ανεξαρτήτως των χαρακτηριστικών, της προέλευσης και του προορισμού της ροής. Ιδιαίτερα τον τελευταίο χρόνο, το συγκεκριμένο ζήτημα έχει απασχολήσει παγκόσμιους φορείς, τις εθνικές και διεθνείς ρυθμιστικές αρχές των τηλεπικοινωνιών, εταιρείες-κολοσσούς στο διαδίκτυο π.χ. Skype, YouTube καθώς και όλους τους παρόχους υπηρεσιών διαδικτύου (Internet Service Providers - ISPs), φθάνοντας μέχρι και το Κογκρέσο των Ηνωμένων Πολιτειών, όπου προτάθηκε για πρώτη φορά η άρση της αρχής της ουδετερότητας[5] στο Διαδίκτυο σε τόσο σημαντικό βαθμό. Ανεξάρτητα από το νομοθετικό μέλλον που επιφυλάσσεται για το Διαδίκτυο στο θέμα αυτό, είναι εμφανές ότι μέθοδοι που μπορούν να ανιχνεύσουν τη συμπεριφορά ενός δικτύου απέναντι στις ροές της θα βοηθήσουν στην δίκαιη και ορθή διαχείριση του παγκόσμιου ιστού από ανεξάρτητους φορείς.

Με βάση τα παραπάνω, γίνεται κατανοητό ότι αυτοί οι δύο σχετικά νέοι επιστημονικοί τομείς της *Τομογραφίας και Ουδετερότητας Δικτύου* όχι μόνο προσφέρουν αυτή τη στιγμή προσοδοφόρο έδαφος προς μελέτη, αλλά συμβαδίζουν και με τις εξελίξεις στον κλάδο των δικτύων σε παγκόσμιο επίπεδο δημιουργώντας μια δυναμική σχέση με αυτές, σε αντίθεση με τις περισσότερες τεχνολογίες δικτύων που έχουν παγιωθεί εδώ και αρκετά χρόνια.

## 1.2 Αντικείμενο Διπλωματικής Εργασίας

Στα πλαίσια της παρούσας διπλωματικής εργασίας εστιάσαμε στη θεωρία της μεθόδου της Τομογραφίας, αναφερθήκαμε σε κάποιες από τις βασικές εφαρμογές της και επικεντρωθήκαμε στην αξιοποίηση των μέτρων προσθετικής φύσης και της θεωρίας των τυχαίων πεδίων Markov (MRFs) [6] για τη δημιουργία ενός κατάλληλου αλγορίθμου. Συγκεκριμένα, εξετάσαμε τον αλγόριθμο ριζωμένης ένωσης γειτόνων (RNJ) [7] και εκτελέσαμε πλήθος πειραμάτων στην πειραματική μας διάταξη εξάγοντας συμπεράσματα για την αποτελεσματικότητα του συγκεκριμένου αλγορίθμου σε διάφορες περιπτώσεις. Τα πειράματα αφορούσαν δύο βασικούς άξονες, πρώτον την ανακάλυψη της λογικής τοπολογίας του δικτύου και δεύτερον την εκτίμηση των παραμέτρων κάθε ζεύξης της πειραματικής διάταξης, συγκεκριμένα την απώλεια πακέτου σε κάθε ζεύξη καθώς και τη διακύμανση της καθυστέρησης της ζεύξης. Ιδιαίτερη βάση δόθηκε στην κλιμακωσιμότητά του αλγορίθμου τόσο ως προς το μέγεθος του δικτύου όσο και κατά την αυξομείωση των τιμών των παραμέτρων πλησιάζοντας, είτε πιο ακραίες περιπτώσεις, είτε στιγμιότυπα μη φυσιολογικής λειτουργίας του δικτύου.

Στο κομμάτι της Ουδετερότητας, περιοριστήκαμε στη θεωρητική ανάλυση των δεδομένων



και μελετών γύρω από το ζήτημα. Αρχικά, εξηγήσαμε τα κριτήρια πάνω στα οποία βασίζεται ο χαρακτηρισμός «ουδέτερο δίκτυο», αναφέροντας τόσο τα πλεονεκτήματα όσο και τα μειονεκτήματα της εκάστοτε θεωρήσης. Ύστερα, επικεντρωθήκαμε στις έρευνες που εξετάζουν το θέμα υπό το πρίσμα της θεωρίας παιγνίων, θεωρώντας κάθε ενδιαφερόμενο (χρήστες, πάροχοι περιεχομένου, πάροχοι υπηρεσιών διαδικτύου) ως ξεχωριστό παίκτη. Με βάση αυτά, παρουσιάσαμε ποιοτικά τα κίνητρα κάθε παίκτη-ενδιαφερόμενου σε πραγματικά επίπεδα, προσπαθώντας με βάση αυτά να εξηγήσουμε και την έως τώρα πορεία του ζητήματος της Ουδετερότητας και να κάνουμε μία πρόβλεψη για το άμεσο μέλλον. Τέλος, επιχειρήσαμε να εντοπίσουμε τα σημεία, στα οποία, η μέθοδος που μελετήσαμε μπορεί να βοηθήσει στη μελέτη και την ποσοτικοποίηση της ουδετερότητας.

### 1.3 Οργάνωση Κειμένου

Το υπόλοιπο κείμενο της διπλωματικής εργασίας δομείται ως ακολούθως:

Στο Κεφάλαιο 2 αναλύεται το θεωρητικό υπόβαθρο που θα χρειαστεί στη συνέχεια. Διευκρινίζονται οι έννοιες και οι ορολογίες που χρησιμοποιούνται στην εργασία, παρουσιάζονται οι βάσεις των αλγορίθμων τομογραφίας και των κριτηρίων χαρακτηρισμού ενός δικτύου ως «ουδέτερο», μελετώνται τα δεδομένα γύρω από τη συζήτηση σχετικά με την ουδετερότητα στον παγκόσμιο ιστό (Internet) καθώς και γύρω από τα κίνητρα όλων των ενδιαφερόμενων στο θέμα αυτό μέσω της θεωρίας παιγνίων.

Στο Κεφάλαιο 3 περιγράφεται η πειραματική διαδικασία και οι σχεδιαστικές αποφάσεις που ελήφθησαν για την εξαγωγή των καλύτερων δυνατών αποτελεσμάτων.

Στο Κεφάλαιο 4 παρουσιάζονται οι παράμετροι αξιολόγησης καθώς και τα αποτελέσματα των πειραμάτων που έγιναν στο σύστημα. Επίσης, με βάση τα αποτελέσματα, γίνεται αναφορά στη δυνατότητα αξιοποίησης του συγκεκριμένου αλγορίθμου σε προβλήματα κατηγοριοποίησης της ουδετερότητας ενός δικτύου.

Στο Κεφάλαιο 5 παρουσιάζονται εργασίες σχετικές με το αντικείμενο της παρούσας διπλωματικής. Συγκεκριμένα, παρουσιάζονται διάφοροι αλγόριθμοι τομογραφίας με στόχο, είτε την ανακάλυψη της τοπολογίας του δικτύου, είτε την εκτίμηση των παραμέτρων των ζεύξεων. Επίσης γίνεται αναφορά σε προσπάθειες αξιοποίησης αλγορίθμων τομογραφίας για την εξερεύνηση της ουδετερότητας ενός δικτύου.

Τέλος, στο Κεφάλαιο 6 συνοψίζονται τα συμπεράσματα της παρούσας εργασίας και παρουσιάζονται πιθανές μελλοντικές επεκτάσεις πάνω στο αντικείμενο.

## Κεφάλαιο 2

# Θεωρητικό Υπόβαθρο

Στο Κεφάλαιο αυτό θα παρουσιαστεί όλο το απαραίτητο θεωρητικό υπόβαθρο για την κατανόηση της παρούσας εργασίας, το οποίο και χωρίζεται σε δύο μέρη. Το πρώτο μέρος αφορά τις έννοιες και τους όρους που σχετίζονται με την τεχνική της Τομογραφίας Δικτύου, τις απαραίτητες βάσεις από τη θεωρία γράφων καθώς και τον αλγόριθμο στον οποίο βασιστήκαμε για την πειραματική διαδικασία. Στο δεύτερο μέρος θα γίνει επεξήγηση του όρου «Ουδετερότητα Δικτύου», θα αναλυθούν βασικά χαρακτηριστικά που σχετίζονται με το ζήτημα, όπως π.χ. η ποιότητα υπηρεσίας (Quality of Service - QoS), ενώ τέλος μέσω της εξέτασης του θέματος υπό το πρίσμα της θεωρίας παιγνίων (game theory) θα παρουσιαστούν τα κίνητρα των «παικτών» για να γίνουν, στη συνέχεια, πιο εύκολα κατανοητές οι αιτίες της διαμάχης που έχει προκύψει. Το πρώτο σκέλος στοχεύει στην κατανόηση τόσο της πειραματικής διαδικασίας της εργασίας όσο και των γενικότερων προσπαθειών που γίνονται στο κλάδο για την αντιμετώπιση του προβλήματος διαχείρισης ενός δικτύου, ενώ στο δεύτερο σκέλος θα γίνει κατανοητό το ευρύτερο πλαίσιο που διαμορφώνεται στον κλάδο των δικτύων από την πλευρά της παροχής υπηρεσιών και περιεχόμενου στο χρήστη. Σχετικές εργασίες που βασίζονται και επεκτείνουν την αναλύμενη θεωρία περιγράφονται στο Κεφάλαιο 5.

### 2.1 Τομογραφία Δικτύου

Ως *Τομογραφία Δικτύου* ορίζουμε τη μελέτη των εσωτερικών χαρακτηριστικών ενός δικτύου χρησιμοποιώντας πληροφορίες, οι οποίες εξάγονται από δεδομένα στους περιφερειακούς κόμβους του δικτύου. Ο όρος «τομογραφία», για το χαρακτηρισμό της τεχνικής, προκύπτει από την ομώνυμη εξέταση στον κλάδο της Ιατρικής, η οποία βασίζεται στην ίδια λογική εκτίμησης ενός συνόλου πληροφορίας έχοντας διαθέσιμο μόνο ένα μέρος της. Ως πεδίο έρευνας είναι σχετικά καινούριο σε σχέση με άλλες τεχνολογίες στο τομέα των δικτύων, π.χ. αλγόριθμοι δρομολόγησης, διευθυνσιοδότηση, αφού πρώτη αναφορά για τη μέθοδο της

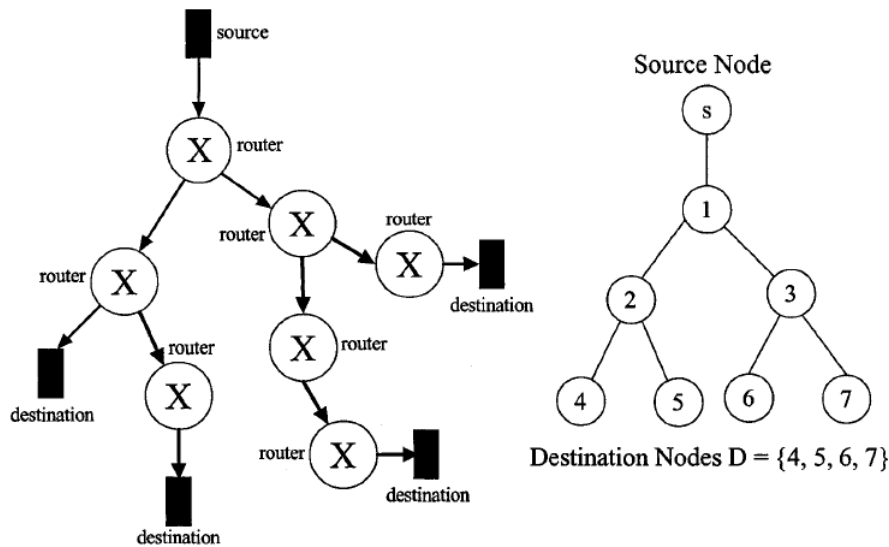
Τομογραφίας Δικτύου γίνεται το 1996[8].

### 2.1.1 Στοιχεία Θεωρίας Γραφημάτων και Μοντέλο Δικτύου

Για τη μελέτη μας, θα αξιοποιήσουμε τα μοντέλα από τη Θεωρία Γράφων για να αναπαραστήσουμε τα δίκτυά μας. Αρχικά, ορίζουμε ως  $G = \{V, E\}$  ένα γράφο με κόμβους που ανήκουν στο σύνολο  $V$  και ακμές που ανήκουν στο σύνολο  $E$ . Κόμβος σε ένα δίκτυο θεωρείται κάθε συσκευή που αποτελεί μέρος του (χρήστες, routers, switches, κλπ.), ενώ ακμή αποτελεί κάθε μέσο δικτύωσης ή διασύνδεσης των συσκευών, όπου στην περίπτωση της μελέτης μας αναφερόμαστε κυρίως σε καλώδια (Ethernet, οπτική ίνα, κλπ.), χωρίς να περιορίζεται η επέκταση σε ασύρματη επικοινωνία με κάποιους περιορισμούς. Για κάθε κόμβο  $i$  και  $j$  στο δίκτυο, εάν υπάρχει μονοπάτι, δηλαδή διαδρομή χωρίς επαναλαμβανόμενες κορυφές, που συνδέει αυτούς τους δύο κόμβους στο γράφο, τότε συμβολίζουμε με  $P(i, j)$  την ακολουθία ζεύξεων που δημιουργούν το μονοπάτι μεταξύ των δύο κόμβων. Είναι σημαντικό να τονίσουμε ότι κατά τη διάρκεια μέτρησης, θεωρούμε ότι κάθε ζευγάρι κόμβων χαρακτηρίζεται από μοναδικό μονοπάτι, το οποίο και δεν μεταβάλλεται. Σε πρακτικό επίπεδο, κυρίως λόγω της χρήσης ασυρμάτων δικτύων και αξιοποίησης εναλλακτικών διαδρομών για την επίτευξη υψηλής διαθεσιμότητας, είναι δύσκολο όλα τα δίκτυα να διατηρούν την ίδια τοπολογία για μεγάλο χρονικό διάστημα, για αυτό για τους αλγόριθμους τομογραφίας επαρκεί να μην υπάρξουν αλλαγές για τα λίγα δευτερόλεπτα που κρατάει η μέτρηση.

Το σύνολο των συσκευών και ζεύξεων ενός δικτύου αποτελούν τη φυσική τοπολογία του, η οποία με βάση την προηγούμενη θεώρηση θα είναι ένα (κατευθυνόμενο) δένδρο. Από τη φυσική τοπολογία είναι δυνατόν να εξάγουμε τη λογική τοπολογία του δικτύου. Η λογική τοπολογία απαρτίζεται από την πηγή (source node), τους προορισμούς (destination nodes) καθώς και τους κόμβους διακλάδωσης (εσωτερικοί κόμβοι του δικτύου που έχουν τουλάχιστον δύο εξερχόμενες ζεύξεις). Κατανοούμε ότι μία λογική ζεύξη μπορεί να εμπεριέχει περισσότερες φυσικές ζεύξεις και ότι κάθε εσωτερικός κόμβος ενός λογικού δένδρου είναι τουλάχιστον τρίτου βαθμού. Ως βαθμός κόμβου ορίζεται ο αριθμός των γειτόνων του κόμβου ή διαφορετικά το πλήθος των ακμών οι οποίες έχουν ως ένα άκρο τους τον εν λόγω κόμβο.

Ένα παράδειγμα απεικόνισης ενός δικτύου υπολογιστών με τη βοήθεια της θεωρίας γράφων και της διαφοράς μεταξύ φυσικής και λογικής τοπολογίας φαίνεται στο Σχήμα 2.1.



Σχήμα 2.1: Η φυσική τοπολογία δρομολόγησης (αριστερά) και η αντίστοιχη λογική τοπολογία δρομολόγησης (δεξιά). [7]

Στη συνέχεια, θεωρούμε  $s$  τη πηγή του δικτύου και  $D$  το σύνολο των κόμβων-προορισμών. Επίσης, ορίζουμε ως  $T(s, D) = (V, E)$  το δένδρο δρομολόγησης με ρίζα το  $s$  και φύλλα τους κόμβους στο  $D$  καθώς και ως  $U = s \cup D$  το σύνολο όλων των τερματικών κόμβων, δηλαδή όλων των κόμβων που έχουν βαθμό 1 (end hosts).

Επίσης, για κάθε κόμβο  $k \in V$  ορίζουμε το γονέα του ως  $f(k) \in V$  τέτοιο ώστε  $(f(k), k) \in E$ , και το σύνολο των παιδιών του ως  $c(k) = \{j \in V : f(j) = k\}$ . Εξαιρέση αποτελούν ο κόμβος-πηγή ή ρίζα του δένδρου ο οποίος δεν έχει προφανώς γονέα και οι κόμβοι-προορισμοί οι οποίοι δεν έχουν παιδιά.

Τέλος, όσον αφορά τις ζεύξεις, θα συμβολίζουμε από εδώ και πέρα ως  $e_k$  την ζεύξη  $(f(k), k)$ . Κάθε ζεύξη  $e_k \in E$  σχετίζεται με μία παράμετρο  $\theta_k$  (π.χ. ρυθμός απωλειών, διακύμανση καθυστέρησης, κλπ.), για τις οποίες θα μιλήσουμε εκτενέστερα στη συνέχεια.

### 2.1.2 Μοντέλο Πακέτων Ανίχνευσης

Υπάρχουν δύο βασικές τεχνικές ανίχνευσης (probing techniques) κατά τη χρήση αλγορίθμων τομογραφίας, η μονοεκπομπή (unicast) και η πολυεκπομπή (multicast). Κατά την ανίχνευση με τη χρήση multicast πακέτων, όταν ένας εσωτερικός κόμβος παραλαμβάνει ένα πακέτο ανίχνευσης (probe), τότε δημιουργεί και στέλνει ένα αντίγραφο σε κάθε παιδί του, δηλαδή για κάθε ζεύξη πέρα από αυτή που προήλθε το πακέτο. Αυτό συνεπάγεται ότι κάθε πακέτο (μαζί με τα αντίγραφά του) θα βιώνει την ίδια αντιμετώπιση από το δίκτυο στις κοινές ζεύξεις. Αντίθετα, στην εκπομπή με unicast, η πηγή στέλνει μια ακολουθία από συνεχόμενα πακέτα το ένα μετά το άλλο σε όλους τους κόμβους-προορισμούς (ένα για κάθε κόμβο), προσπαθώντας

έτσι να προσομοιώσει τη διαδικασία πολυεκπομπής.

Γίνεται εύκολα κατανοητό ότι η πολυεκπομπή, εν γένει, προσφέρει καλύτερα αποτελέσματα και με πιο απλό τρόπο από ότι η μονοεκπομπή. Ωστόσο, είναι σημαντική η μελέτη και των δύο περιπτώσεων, αφού σε αρκετά δίκτυα η εκπομπή multicast πακέτων δεν επιτρέπεται (ή επιτρέπεται υπό περιορισμούς) από το διαχειριστή για λόγους ασφάλειας και αποφυγής συμφόρησης του δικτύου. Στην παρούσα διπλωματική θα χρησιμοποιήσουμε μόνο multicast πακέτα ανίχνευσης, εστιάζοντας στην αποτελεσματικότητα του αλγορίθμου στην περίπτωση που είναι δυνατή η πολυεκπομπή στο δίκτυο, δηλαδή στην περίπτωση που θεωρείται ότι λειτουργεί καλύτερα ο αλγόριθμος.

Συνεχίζοντας, θα παραθέσουμε κάποιους απαραίτητους ορισμούς για την εκτίμηση των παραμέτρων των ζεύξεων. Ορίζουμε ως  $S_k$  το σύνολο των μεταβλητών κατάστασης ζεύξης για κάθε  $e_k \in E$ , όπου το  $S_k$  παίρνει τιμές στο σύνολο  $S$ . Κατανοούμε ότι το  $S$  περιέχει όλες τις δυνατές τιμές που μπορεί να πάρει μια παράμετρος της ζεύξης και το εύρος του εξαρτάται κάθε φορά από την παράμετρο που εξετάζουμε. Η κατανομή του  $S_k$  παραμετροποιείται από το  $\theta_k$ , ήτοι  $\mathbb{P}(S_k = s) = \theta_k(s)$  για κάθε  $s \in S$ . Επίσης, για κάθε κόμβο  $k \in V$ , ορίζουμε μία τυχαία μεταβλητή  $X_k$ , με την οποία συμβολίζουμε την τιμή της παραμέτρου που μελετάμε, δηλαδή το αποτέλεσμα των πακέτων ανίχνευσης, στον κόμβο  $k$ , όπου το  $X_k$  παίρνει τιμές στο σύνολο αποτελεσμάτων  $X$ . Σε πραγματικά προβλήματα τομογραφίας, όπως αυτό που θα εξετάσουμε στη συνέχεια, ο κόμβος-πηγή θα στείλει μια ακολουθία από πακέτα πολυεκπομπής, έστω  $n$  το πλήθος πακέτα, άρα θα υπάρχουν  $n$  αποτελέσματα  $X_n^{(i)} = (X_k^{(i)} : k \in V), i = 1, 2, \dots, n$ , δηλαδή ένα για κάθε πακέτο, τα οποία μπορούμε να υποθέσουμε ότι είναι ανεξάρτητα μεταξύ τους. Τέλος, σε αυτά τα προβλήματα, έχουμε τη δυνατότητα να πάρουμε μετρήσεις μόνο στους κόμβους-προορισμούς, δηλαδή παρατηρούμε μόνο τα  $(X_W^{(i)} = (X_k^{(i)} : k \in W))$  και με βάση αυτά εφαρμόζουμε τους αλγόριθμους για να μπορέσουμε να εξάγουμε τόσο τη λογική τοπολογία του δικτύου όσο και τις εκτιμήσεις για τις παραμέτρους των ζεύξεων για κάθε ζεύξη του δικτύου.

### 2.1.3 Μαρκοβιανά Τυχαία Πεδία

Τα Μαρκοβιανά Τυχαία Πεδία (Markov Random Fields - MRFs) αποτελούν ένα είδος στοχαστικών διαδικασιών, το οποίο έχει αναπτυχθεί τα τελευταία χρόνια και ανήκει στον κλάδο της θεωρίας Πιθανοτήτων. Αφορμή για τη δημιουργία της θεωρίας των MRFs στάθηκε ένα συγκεκριμένο πρόβλημα στη στατιστική Φυσική, συγκεκριμένα η μοντελοποίηση του μοντέλου Ising, όμως η επιτυχία του φαίνεται από την επέκταση και αξιοποίηση του σε άλλους κλάδους όπως τα οικονομικά [9], την φυλογενετική [10], την επεξεργασία εικόνας [11][12] ή στην περίπτωσή μας τα δίκτυα υπολογιστών. Οι μελέτες στην εξελικτική βιολογία αποτέλεσαν και τη βάση για τη μελέτη των Markov Random Fields στην τεχνική της τομογραφίας δικτύου[6], αφού το πρόβλημα εκτίμησης του φυλογενετικού δένδρου, δηλαδή

του δένδρου που δείχνει τις σχέσεις μεταξύ των ειδών καθώς εξελίσσονται, θυμίζει αρκετά το πρόβλημα της τομογραφίας. Η κύρια διαφορά στα δύο μαθηματικά μοντέλα είναι ότι σε αντίθεση με την τομογραφία όπου μπορούμε να παρατηρούμε και να παίρνουμε μετρήσεις από τον κόμβο-πηγή, στη φυλογενετική κάθε πληροφορία για τον κόμβο-πηγή, δηλαδή για τον κοινό πρόγονο όλων των ειδών, δεν είναι διαθέσιμη.

Το τυχαίο πεδίο αποτελεί γενίκευση μίας στοχαστικής διαδικασίας, όπου η παράμετρος δεν παίρνει μία διακριτή τιμή αλλά αποτελεί ένα πολυδιάστατο διάνυσμα. Αντίστοιχα, ένα τυχαίο πεδίο που ικανοποιεί τις ιδιότητες Markov, θεωρείται Μαρκοβιανό Τυχαίο Πεδίο. Η βασική ιδιότητα ενός MRF, την οποία και θα αξιοποιήσουμε στην τομογραφία, είναι ότι η πιθανότητα ένα σημείο να βρίσκεται σε μία συγκεκριμένη κατάσταση εξαρτάται αποκλειστικά από την κατάσταση στην οποία βρίσκονται οι γείτονες και από κανένα άλλο σημείο στο πεδίο. Η περαιτέρω ανάλυση της θεωρίας των MRFs [13] υπερβαίνει τα πλαίσια της παρούσας διπλωματικής.

Αποδεικνύεται ότι θεωρώντας τις μεταβλητές καταστάσεων ζεύξης  $S_k$  ανεξάρτητες από ζεύξη σε ζεύξη, τότε το  $X_V \triangleq (X_k : k \in V)$  σχηματίζει Μαρκοβιανό Τυχαίο Πεδίο στο δένδρο δρομολόγησης  $T[6]$ , με το οποίο αναπαριστούμε το δίκτυό μας. Με βάση και τη θεώρηση αυτή, προκύπτει ότι το αποτέλεσμα της μέτρησης ενός πακέτου ανίχνευσης στον κόμβο  $k$ , δηλαδή το  $X_k$ , εξαρτάται από το αποτέλεσμα της μέτρησης στο γονέα του, δηλαδή το  $X_{f(k)}$ , και τη μεταβλητή κατάστασης της μεταξύ τους ζεύξης  $e_k$ , ήτοι το  $S_k$ , άρα:

$$X_k = g(X_{f(k)}, S_k)$$

Η συνάρτηση  $g$  εξαρτάται κάθε φορά από την παράμετρο που είναι υπό μελέτη. Για τις δύο παραμέτρους που θα εξετάσουμε στη διπλωματική, ισχύουν τα εξής:

*Εκτίμηση Απωλειών Ζεύξης:* Στην περίπτωση αυτή, η μεταβλητή κατάστασης ζεύξης  $S_k$  μοντελοποιείται ως μία τυχαία μεταβλητή Bernoulli, δηλαδή το  $S_k$  παίρνει τιμή 1 με πιθανότητα  $\theta_k$  εάν η ζεύξη  $e_k$  βρίσκεται σε «καλή» κατάσταση (το πακέτο διέρχεται επιτυχώς από αυτή) ενώ παίρνει τιμή 0 εάν η ζεύξη βρίσκεται σε «κακή» κατάσταση (υπάρχει απώλεια πακέτου κατά τη διέλευση). Αντίστοιχα, και η μεταβλητή αποτελέσματος  $X_k$  μοντελοποιείται επίσης ως μια τυχαία μεταβλητή Bernoulli, η οποία παίρνει τιμή 1 εάν το πακέτο φθάσει επιτυχώς στον κόμβο  $k$ . Άρα, για την εκτίμηση απωλειών η εξίσωση θα είναι:  $X_k = X_{f(k)} * S_k$ .

*Εκτίμηση Διακύμανσης Καθυστέρησης Ζεύξης:* Στην περίπτωση αυτή, ισχύει η παραμετροποίηση  $\theta_k = \text{Var}(S_k)$ . Η μεταβλητή αποτελέσματος  $X_k$  αποτυπώνει την αθροιστική καθυστέρηση από την πηγή έως και τον κόμβο  $k$ . Άρα, για την εκτίμηση της καθυστέρησης της ζεύξης η εξίσωση θα είναι:  $X_k = X_{f(k)} + S_k$ .

### 2.1.4 Κατασκευή Προσθετικών Μετρικών

Ο αλγόριθμος RNJ που θα παρουσιάσουμε στη συνέχεια και θα χρησιμοποιήσουμε στα πειράματά μας βασίζεται στη χρήση προσθετικών μετρικών[14]. Μία προσθετική μετρική ορίζεται ως εξής:

$d : V \times V \rightarrow \mathbb{R}^+$  είναι **προσθετική μετρική** στο  $T = (V, E)$  εάν:

$$(1) 0 < d(e) < \infty, \quad \forall e = (i, j) \in E,$$
$$(2) d(i, j) = d(j, i) = \begin{cases} \sum_{e \in P(i, j)} d(e), & i \neq j, i, j \in V. \\ 0, & i = j. \end{cases}$$

Το  $d(e)$  μπορεί να θεωρηθεί ως ένα μήκος της ζεύξης  $e$  και το  $d(i, j)$  ως η απόσταση από τον κόμβο  $i$  στον κόμβο  $j$ . Ουσιαστικά, με αυτό τον τρόπο σε κάθε ζεύξη αντιστοιχούμε ένα πεπερασμένο θετικό μήκος, ενώ η απόσταση δύο κόμβων θα προκύπτει ως το άθροισμα των επιμέρους ζεύξεων. Άρα, μπορούμε να συμβολίσουμε όλα τα μήκη ζεύξεων του  $T$  υπό την προσθετική μετρική  $d$  ως:

$$d(E) = d(e) : e \in E$$

Αντίστοιχα, μπορούμε να συμβολίσουμε τις αποστάσεις μεταξύ των τερματικών κόμβων  $U$  (δηλαδή της πηγής  $s$  και των προορισμών  $D$ ) ως:

$$d(U^2) = d(i, j) : i, j \in U$$

Η γνώση του  $d(U^2)$  είναι αυτή που μας επιτρέπει να εφαρμόσουμε τον αλγόριθμο της τομογραφίας αφού μέσω αυτού μπορούμε να υπολογίσουμε μοναδικά την τοπολογία καθώς και τα μήκη ζεύξεων του δένδρου που μελετάμε[15]. Πρακτικά, αυτό που χρειάζεται να κάνουμε είναι η παρατήρηση και η μέτρηση των πακέτων ανίχνευσης (probing packets) στους τερματικούς κόμβους, δηλαδή στην πηγή και στους προορισμούς.

Ένα άλλο σημαντικό μέγεθος για τον αλγόριθμο είναι το μήκος μονοπατιού  $\rho^s(i)$  που ορίζει το μήκος από την πηγή  $s$  στον κόμβο  $i$ , ισχύει άρα:

$$\rho^s(i) = d(s, i)$$

Επειδή, στην περίπτωση μας, μας ενδιαφέρουν μόνο τα μονοπάτια  $\rho$  με σημείο εκκίνησης την πηγή, για το υπόλοιπο θα παραλείψουμε το  $s$  υπονοώντας ότι πάντα αναφερόμαστε στην πηγή. Επεκτείνοντας το παραπάνω, ορίζουμε το **κοινό μήκος μονοπατιού** δύο κόμβων  $i$  και  $j$  ως:

$$\rho(i, j) = d(s, ij)$$

όπου το  $ij$  συμβολίζει τον κοντινότερο κοινό πρόγονο των κόμβων  $i$  και  $j$ . Εύκολα προκύπτει ότι το κοινό μήκος μονοπατιού υπολογίζεται μέσω των μηκών μονοπατιών των  $s, i, j$ :

$$\rho(i, j) = \frac{1}{2} * [d(s, i) + d(s, j) - d(i, j)], \quad \forall i, j \in D$$

Στη συνέχεια, θα αναλύσουμε τις μετρικές για δύο συγκεκριμένες παραμέτρους, την απώλεια ζεύξης και τη διακύμανση καθυστέρησης της ζεύξης. Η συγκεκριμένη μεθοδολογία μπορεί να χρησιμοποιηθεί για οποιαδήποτε παράμετρο επιθυμούμε να μελετήσουμε σε μία ζεύξη (π.χ. χρησιμοποίηση ζεύξης), αρκεί να μπορέσουμε σε κάθε περίπτωση να κατασκευάσουμε την κατάλληλη μετρική προσθετικής φύσης για να την περιγράψουμε.

### Εκτίμηση Απωλειών Ζεύξης

Όπως είδαμε πριν, στην περίπτωση αυτή, τόσο η μεταβλητή κατάστασης ζεύξης  $S_k$  όσο και η μεταβλητή αποτελέσματος  $X_k$  μοντελοποιούνται ως μεταβλητές Bernoulli που παίρνουν τιμή 1 εάν τα πακέτα διέλθουν επιτυχώς από τη ζεύξη  $e_k$  ή φτάσουν επιτυχώς στον κόμβο  $k$  αντίστοιχα. Θέτουμε ως  $a_e$  την πιθανότητα η ζεύξη  $e$  να βρίσκεται σε «καλή» κατάσταση, δηλαδή να μην υπάρχει απώλεια πακέτου κατά τη διέλευση από αυτή και αντίστοιχα  $\bar{a}_e \triangleq 1 - a_e$  την πιθανότητα απώλειας. Γίνεται έτσι ξεκάθαρο, ότι για την εκτίμηση της απώλειας ζεύξης, η μεταβλητή αποτελέσματος  $X_k$  θα είναι:

$$X_k = X_{f(k)} * S_{e_k} = \prod_{e \in P(s, k)} S_e$$

Εφόσον τα πακέτα φεύγουν από την πηγή, θεωρούμε ότι ισχύει πάντα  $X_s \equiv 1$ . Για να μπορέσουμε να κατασκευάσουμε αντίστοιχα μία προσθετική μετρική για την απώλεια πακέτου, θεωρούμε ότι  $0 < a_e < 1$ , τότε θα έχουμε ένα μέτρο  $d_l$  με μήκος:

$$d_l(e) = -\log a_e, \forall e \in E$$

Η υπόθεση που κάνουμε για την κατασκευή του μέτρου είναι σημαντική γιατί προϋποθέτει ότι κάθε ζεύξη δεν έχει ούτε μηδενική απώλεια, ούτε χάνονται όλα τα πακέτα (ανοιχτή ζεύξη). Επίσης, παρατηρούμε ότι υπάρχει αντιστοιχισμός ένα-προς-ένα μεταξύ της παραμέτρου που εξετάζουμε και του μήκους που δημιουργήσαμε, άρα μπορούμε να εφαρμόσουμε τον αλγόριθμό μας για να εξάγουμε εκτιμήσεις.



Σε ένα πραγματικό δίκτυο, όμως, δεν έχουμε τη δυνατότητα να έχουμε τις από κοινού κατανομές των μεταβλητών που υπαγορεύουν οι αλγόριθμοι[16], για αυτό θα πρέπει να χρησιμοποιήσουμε εμπειρικές εκτιμήσεις με βάση τα πακέτα ανίχνευσης που θα σταλούν, οι οποίες συγκλίνουν στις πραγματικές κατανομές εάν η κατάσταση της ζεύξης μείνει σταθερή κατά την περίοδο μέτρησης. Στην περίπτωση αυτή, λοιπόν, η εμπειρική πιθανότητα το  $X$  να πάρει τιμή 1 είναι απλά ο μέσος όρος  $\bar{X}$  των δειγμάτων  $X^{(1)}, \dots, X^{(n)}$ , εάν θεωρήσουμε ότι έχουμε  $n$  δείγματα (πακέτα ανίχνευσης):

$$\hat{P}(X = 1) = \bar{X} \triangleq \frac{1}{n} \sum_{t=1}^n X^{(t)}$$

Με βάση τον παραπάνω τύπο, οι εκτιμήσεις για τα μήκη των ζεύξεων και των μονοπατιών που θα χρειαστούμε προκύπτουν ως εξής:

$$\begin{aligned} \hat{d}_l(i, j) &= \log \frac{\bar{X}_i \bar{X}_j}{\bar{X}_i \bar{X}_j^2}, \\ \hat{\rho}_l(i) &= \log \frac{1}{\bar{X}_i}, \\ \hat{\rho}_l(i, j) &= \log \frac{\bar{X}_i \bar{X}_j}{\bar{X}_i \bar{X}_j}, \end{aligned}$$

όπου:

$$\begin{aligned} \bar{X}_i &= \frac{1}{n} \sum_{t=1}^n X_i^{(t)} \\ \bar{X}_j &= \frac{1}{n} \sum_{t=1}^n X_j^{(t)} \\ \overline{X_i X_j} &= \frac{1}{n} \sum_{t=1}^n X_i^{(t)} X_j^{(t)}. \end{aligned}$$

Η πρακτική μέτρηση των τιμών αυτών στο πείραμά μας θα αναλυθεί περαιτέρω στην υποενότητα 3.3.

### Εκτίμηση Διακύμανσης Καθυστέρησης Ζεύξης

Στην περίπτωση της διακύμανσης καθυστέρησης ζεύξης είδαμε ότι ισχύει  $\theta_k = \text{Var}(S_k)$ . Η μεταβλητή αποτελέσματος  $X_k$  (την οποία για αποφυγή συγχύσεων με τη μεταβλητή απωλειών θα συμβολίσουμε με  $T_k$  από εδώ και πέρα), προκύπτει ως εξής:

$$T_k = T_{f(k)} + S_{e_k} = \sum_{e \in P(s, k)} S_e$$

Εφόσον τα πακέτα φεύγουν από την πηγή, ισχύει  $T_s \equiv 0$ . Για να μπορέσουμε να κατασκευάσουμε αντίστοιχα μία προσθετική μετρική για τη διακύμανση της καθυστέρησης, θεωρούμε ότι ισχύει  $0 < \text{Var}(S_e) < \infty$ , τότε θα έχουμε ένα μέτρο  $d_v$  με μήκος:

$$d_v(e) = \text{Var}(S_e), \forall e \in E$$

Για τις εμπειρικές εκτιμήσεις των κατανομών σε αυτή την περίπτωση, θα αξιοποιήσουμε τις διακυμάνσεις (variances) και τις συνδιακυμάνσεις (covariances) των δοκιμαστικών πακέτων:

$$\begin{aligned} \hat{d}_v(i, j) &= \text{Var}(T_i) + \text{Var}(T_j) - 2\text{Cov}(T_i, T_j), \\ \hat{\rho}_v(i) &= \text{Var}(T_i), \\ \hat{\rho}_v(i, j) &= \text{Cov}(T_i, T_j), \end{aligned}$$

όπου:

$$\begin{aligned} \bar{T}_i &= \frac{1}{n} \sum_{t=1}^n T_i^{(t)}, \\ \text{Var}(T_i) &= \frac{1}{n-1} \sum_{t=1}^n (T_i^{(t)} - \bar{T}_i)^2, \\ \bar{T}_j &= \frac{1}{n} \sum_{t=1}^n T_j^{(t)}, \\ \text{Var}(T_j) &= \frac{1}{n-1} \sum_{t=1}^n (T_j^{(t)} - \bar{T}_j)^2, \\ \text{Cov}(T_i, T_j) &= \frac{1}{n-1} \sum_{t=1}^n (T_i^{(t)} - \bar{T}_i)(T_j^{(t)} - \bar{T}_j). \end{aligned}$$

Στους άνωθεν τύπους θεωρούμε ότι  $T_i^{(t)}, T_j^{(t)} < \infty$  (δεν υπάρχει απώλεια πακέτου), δηλαδή τα χαμένα πακέτα δεν λαμβάνουν μέρος στους υπολογισμούς. Η πρακτική μετρήση των τιμών αυτών στο δικό μας πείραμα θα αναλυθεί περαιτέρω στην υποενότητα 3.3. Σημειώνεται επίσης ότι η διακύμανση μπορεί να θεωρηθεί προσθετική μετρική υπό την προϋπόθεση ότι οι κόμβοι στο δίκτυο είναι στοχαστικά ανεξάρτητοι[17].

### 2.1.5 Αλγόριθμος *RNJ*

Ο αλγόριθμος ριζωμένης ένωσης γειτόνων ή *RNJ* όπως θα τον αποκαλούμε από εδώ και πέρα χάριν συντομίας είναι ο αλγόριθμος που θα χρησιμοποιήσουμε στην πειραματική διαδικασία και θα αξιολογήσουμε την αποδοτικότητά του ως τεχνική τομογραφίας. Ο αλγόριθμος *RNJ* αποτελεί επέκταση του απλού αλγόριθμου ένωσης γειτόνων που χρησιμοποιείται στη φυλογενετική[18], με τη βασική διαφορά τους να έγκειται στην επιλογή της συνάρτησης μέσω της οποίας γίνεται η αναζήτηση των γειτόνων. Στον *RNJ* χρησιμοποιούμε τη συνάρτηση  $\rho$  που αναλύσαμε στο προηγούμενο κεφάλαιο.

Ο αλγόριθμος ξεκινάει με όλους τους κόμβους-προορισμούς ως ένα σύνολο φύλλων του δένδρου. Σε κάθε βήμα επιλέγει, με βάση τη συνάρτηση  $\rho$ , δύο κόμβους που έχουν τη μεγαλύτερη πιθανότητα να είναι γείτονες (ή αδέρφια), τους αφαιρεί από το σύνολο των φύλλων, δημιουργεί ένα νέο κόμβο ως το γονέα τους και προσθέτει αυτό τον κόμβο στο

σύνολο των φύλλων. Στην περίπτωση του μη δυαδικού δένδρου, θα αναζητήσει και πιθανά περισσότερα αδέρφια στα δύο που βρήκε και θα τα αφαιρέσει και αυτά από το σύνολο φύλλων. Η όλη διαδικασία επαναλαμβάνεται μέχρι να μείνει μόνο ένας κόμβος στο σύνολο, ο οποίος θα αποτελεί και το -μοναδικό- παιδί του κόμβου-πηγή.

Ο RNJ, ως αλγόριθμος εκτίμησης δένδρου με βάση τις αποστάσεις (distance-based tree inference algorithm), λαμβάνει ως είδοςο τις αποστάσεις (μέτρα) μεταξύ όλων των τερματικών κόμβων και επιστρέφει την τοπολογία του δένδρου καθώς και τα αντίστοιχα μέτρα κάθε ζεύξης. Τα μέτρα εισόδου  $\hat{d}(U^2)$  ικανοποιούν τα εξής:

$$\begin{aligned}\hat{d}(i, j) &\geq 0, \\ \hat{d}(i, j) &= 0 \text{ εάν και μόνο εάν } i = j, \\ \hat{d}(i, j) &= \hat{d}(j, i),\end{aligned}$$

Στη συνέχεια, παρουσιάζεται με τη μορφή ψευδοκώδικα ο αλγόριθμος RNJ για τις περιπτώσεις τόσο των δυαδικών (Αλγόριθμος 1) όσο και των μη-δυαδικών δένδρων (Αλγόριθμος 2). Για την αποφυγή τετριμμένων σεναρίων, θεωρούμε πως πάντα ισχύει ότι το πλήθος των κόμβων-προορισμών είναι μεγαλύτερο του ενός, δηλαδή  $\|D\| \geq 2$ .

### Δυαδικά Δένδρα

Εάν έχουμε δυαδικό δένδρο (binary tree), δηλαδή κάθε εσωτερικός κόμβος έχει ακριβώς δύο παιδιά, τότε ο αλγόριθμος βρίσκεται στην πιο απλή του μορφή, αφού δεν χρειάζεται να αναζητήσουμε πιθανά αδέρφια μετά την εύρεση των δύο πρώτων σε κάθε επανάληψη.

Άρα, για να είναι αποτελεσματικός ο αλγόριθμος, αρκεί σε κάθε βήμα του να βρίσκει δύο κόμβους, οι οποίοι όντως αποτελούν αδέρφια μεταξύ τους και στη συνέχεια να υπολογίζει σωστά την τιμή της συνάρτησης  $\rho$  του γονέα, για να υπολογιστούν ορθά και τα μελλοντικά βήματα.

Ο αλγόριθμος για τα δυαδικά δένδρα φαίνεται στην επόμενη σελίδα:

---

Αλγόριθμος 1: Αλγόριθμος *Rooted Neighbor – Joining(RNJ)* για δυαδικά δένδρα

---

**Είσοδος:** Εκτιμώμενες αποστάσεις μεταξύ των κόμβων  $U = s \cup D, \hat{d}(U^2)$ .

1.  $V = \{s\}, E = \emptyset$

Για κάθε ζεύγος  $i, j \in D$  υπολόγισε:

$$\hat{\rho}(i, j) = \frac{\hat{d}(s, i) + \hat{d}(s, j) - \hat{d}(i, j)}{2}$$

2.1 Βρες τα  $i^*, j^* \in D$  με το μεγαλύτερο  $\hat{\rho}(i, j)$  (σε περίπτωση ισοπαλίας διάλεξε αυθαίρετα).

Δημιούργησε κόμβο  $f$  ως γονέα των  $i^*$  και  $j^*$ .

$$D = D \setminus \{i^*, j^*\},$$

$$V = V \cup \{i^*, j^*\}, E = E \cup \{(f, i^*), (f, j^*)\}.$$

2.2 Υπολόγισε:

$$\begin{aligned} \hat{d}(s, f) &= \hat{\rho}(i^*, j^*), \\ \hat{d}(f, i^*) &= \hat{d}(s, i^*) - \hat{\rho}(i^*, j^*), \\ \hat{d}(f, j^*) &= \hat{d}(s, j^*) - \hat{\rho}(i^*, j^*). \end{aligned}$$

2.3 Για κάθε  $k \in D$ , υπολόγισε:

$$\hat{d}(k, f) = \frac{1}{2}[\hat{d}(k, i^*) - \hat{d}(f, i^*)] + \frac{1}{2}[\hat{d}(k, j^*) - \hat{d}(f, j^*)],$$

$$\hat{\rho}(k, f) = \frac{1}{2}[\hat{d}(s, k) + \hat{d}(s, f) - \hat{d}(k, f)] = \frac{1}{2}[\hat{\rho}(k, i^*) + \hat{\rho}(k, j^*)],$$

$$D = D \cup f.$$

3. Εάν  $\|D\| = 1$ , για το  $i \in D : V = V \cup \{i\}, E = E \cup (s, i)$ .

Αλλιώς, Επανάλαβε το Βήμα 2.

**Έξοδος:** Το δένδρο  $\hat{T} = (V, E)$ , και τα μήκη ζεύξεων  $\hat{d}(e)$  για κάθε  $e \in E$ .

---

Και τώρα μπορούμε να δούμε εύκολα το λόγο που αξιοποιούμε τη συνάρτηση  $\rho(i, j)$  σε αντίθεση με τον κλασικό αλγόριθμο NJ[18][19]. Γνωρίζουμε ότι:

$$\rho(i, j) = \frac{d(s, i) + d(s, j) - d(i, j)}{2} = d(s, \underline{ij})$$

είναι η απόσταση από την πηγή (τον κόμβο  $s$ ) έως τον κόμβο  $\underline{ij}$ . Άρα, ένα ζευγάρι κόμβων-προορισμών  $i^*, j^*$  με το μεγαλύτερο  $\rho(i, j)$  θα πρέπει να είναι γείτονες (αδέλφια) πάνω στο δένδρο. Ο αλγόριθμος επιστρέφει τη σωστή τοπολογία εάν:

$$\forall i, j, k \in D \quad \text{έτσι ώστε} \quad \underline{ij} \prec \underline{ik} \implies \hat{\rho}(i, j) > \hat{\rho}(i, k),$$

όπου  $\underline{ij} \prec \underline{ik}$  σημαίνει ότι ο κόμβος  $\underline{ij}$  είναι απόγονος του κόμβου  $\underline{ik}$ . Διαφορετικά, ο αλγόριθμος επιστρέφει τη σωστή τοπολογία εάν οι αποστάσεις  $\hat{d}(U^2)$ , που αποτελούν την είσοδο του αλγορίθμου, είναι προσθετικές. Η περαιτέρω μαθηματική ανάλυση και απόδειξη της ορθότητας του αλγορίθμου μπορεί να βρεθεί στην εργασία[6].

### Μη-Δυαδικά Δένδρα

Τα περισσότερα δίκτυα όμως, στην πραγματικότητα, δεν αναπαριστώνται από δυαδικά δένδρα. Για αυτό είναι απαραίτητη και η επέκταση του αλγορίθμου και για μη-δυαδικά δένδρα (non-binary ή general trees). Με αυτή την επέκταση, καλύπτονται όλες οι περιπτώσεις δικτύων που μπορούν να αναπαρασταθούν με δενδρική μορφή καθώς και δίκτυα που μπορεί εν γένει να περιέχουν βρόχους (loops) αλλά η δρομολόγηση γίνεται μόνο μέσω συγκεκριμένων ζεύξεων για να αποφεύγονται ατέρμονοι βρόχοι (π.χ. χρήση πρωτοκόλλου STP).

Η βασική ιδέα για την επέκταση είναι απλή. Αφού βρούμε στο Βήμα 2.1 δύο κόμβους  $i^*$  και  $j^*$  που πιθανότατα είναι αδέρφια, χρειάζεται να αναζητήσουμε εάν υπάρχουν και άλλοι κόμβοι που μπορεί να είναι αδέρφια αυτών των δύο. Θα αξιοποιήσουμε πάλι τη συνάρτηση  $\rho(i, j)$  και την ιδιότητά της. Γνωρίζουμε ότι, εάν οι  $i, j$  είναι γείτονες σε ένα δένδρο, τότε για κάθε άλλο κόμβο  $k$  που δεν είναι γείτονάς τους, ισχύει:

$$\rho(i, j) \geq \rho(i, k) + \Delta$$

όπου  $\Delta$  είναι το ελάχιστο δυνατό μήκος ζεύξης. Εάν ήταν γείτονες, τότε η συνάρτηση  $\rho$  θα ήταν ίση, δηλαδή θα ίσχυε  $\rho(i, j) = \rho(i, k)$ , αφού θα είχαν τον ίδιο κοντινότερο κοινό πρόγονο αλλά και ίδια τιμή μονοπατιού έως αυτόν. Άρα, αφού ο  $k$  δεν είναι γείτονας των άλλων δύο κόμβων, ο κοινός πρόγονος  $\underline{ij}$  των  $i, j$  θα απέχει τουλάχιστον μία ζεύξη (μήκους τουλάχιστον  $\Delta$ ) από τον πρόγονο  $\underline{ik}$  των  $i, k$ .

Άρα, ο αλγόριθμος τώρα θα έχει τη μορφή που φαίνεται στην επόμενη σελίδα:

---

Αλγόριθμος 2: Αλγόριθμος *Rooted Neighbor – Joining(RNJ)* για γενικά δένδρα

---

**Είσοδος:** Εκτιμώμενες αποστάσεις μεταξύ των κόμβων  $U = s \cup D, \hat{d}(U^2)$ ,  
εκτιμώμενο ελάχιστο μήκος ζεύξης  $\Delta > 0$ .

1.  $V = \{s\}, E = \emptyset$

Για κάθε ζεύγος  $i, j \in D$  υπολόγισε:

$$\hat{\rho}(i, j) = \frac{\hat{d}(s, i) + \hat{d}(s, j) - \hat{d}(i, j)}{2}$$

2.1 Βρες τα  $i^*, j^* \in D$  με το μεγαλύτερο  $\hat{\rho}(i, j)$  (σε περίπτωση ισοπαλίας διάλεξε αυθαίρετα).

Δημιούργησε κόμβο  $f$  ως γονέα των  $i^*$  και  $j^*$ .

$$D = D \setminus \{i^*, j^*\},$$

$$V = V \cup \{i^*, j^*\}, E = E \cup \{(f, i^*), (f, j^*)\}.$$

2.2 Υπολόγισε:

$$\begin{aligned}\hat{d}(s, f) &= \hat{\rho}(i^*, j^*), \\ \hat{d}(f, i^*) &= \hat{d}(s, i^*) - \hat{\rho}(i^*, j^*), \\ \hat{d}(f, j^*) &= \hat{d}(s, j^*) - \hat{\rho}(i^*, j^*).\end{aligned}$$

2.3 Για κάθε  $k \in D$  τέτοιο ώστε  $\hat{\rho}(i^*, j^*) - \hat{\rho}(i^*, k) \leq \frac{\Delta}{2}$ :

$$D = D \setminus k,$$

$$V = V \cup k, E = E \cup (f, k).$$

Υπολόγισε:

$$\hat{d}(f, k) = \hat{d}(s, k) - \hat{\rho}(i^*, j^*)$$

2.4 Για κάθε  $k \in D$ , υπολόγισε:

$$\hat{d}(k, f) = \frac{1}{2}[\hat{d}(k, i^*) - \hat{d}(f, i^*)] + \frac{1}{2}[\hat{d}(k, j^*) - \hat{d}(f, j^*)],$$

$$\hat{\rho}(k, f) = \frac{1}{2}[\hat{d}(s, k) + \hat{d}(s, f) - \hat{d}(k, f)] = \frac{1}{2}[\hat{\rho}(k, i^*) + \hat{\rho}(k, j^*)],$$

$$D = D \cup f.$$

3. Εάν  $\|D\| = 1$ , για το  $i \in D : V = V \cup \{i\}, E = E \cup (s, i)$ .

Αλλιώς, Επανάλαβε το Βήμα 2.

**Έξοδος:** Το δένδρο  $\hat{T} = (V, E)$ , και τα μήκη ζεύξεων  $\hat{d}(e)$  για κάθε  $e \in E$ .

---

Πέρα από τις προϋποθέσεις που ισχύουν για τα δυαδικά δένδρα, για να μπορέσει ο αλγόριθμος *RNJ* να επιστρέψει τη σωστή τοπολογία, θα πρέπει να ισχύουν:

$$\Delta \leq \min_{e \in E} d(e)$$

και:

$$\max_{i,j \in U} |\hat{d}(i,j) - d(i,j)| < \frac{\Delta}{4}$$

Άρα, η εύρεση και επιλογή κατάλληλου  $\Delta$  είναι μέγιστης σημασίας για την αποδοτικότητα του αλγορίθμου. Η περαιτέρω μαθηματική ανάλυση και απόδειξη της ορθότητας του αλγορίθμου μπορεί να βρεθεί στην εργασία[6].

## 2.2 Ουδετερότητα Δικτύου

Ο όρος *Ουδετερότητα Δικτύου* (network neutrality) αποτελεί τον τελευταίο καιρό το επίκεντρο των περισσότερων συζητήσεων γύρω από τον ορθό τρόπο χρήσης και διαχείρισης του παγκόσμιου ιστού. Η ουδετερότητα στο Διαδίκτυο, που για το υπόλοιπο της διπλωματικής θα αναφέρουμε απλά ως ουδετερότητα, επίσημα σημαίνει την ίδια μεταχείριση όλων των δεδομένων από τους παρόχους υπηρεσιών διαδικτύου (Internet Service Providers - ISPs) ανεξάρτητα από το χρήστη, το περιεχόμενο, την ιστοσελίδα ή οποιοδήποτε άλλο χαρακτηριστικό της εκάστοτε κίνησης δεδομένων. Παραδείγματα άνισης μεταχείρισης θα ήταν η εμπόδιση (block) συγκεκριμένης κίνησης, η εκούσια επιβράδυνση διαδικτυακών ροών καθώς και η ύπαρξη επιπλέον χρεώσεων για τη χρήση συγκεκριμένων υπηρεσιών ή ιστοσελίδων. Η αρχή της ουδετερότητας έχει τόσο ένθερμους υποστηρικτές όσο και αντιπάλους, έχοντας απασχολήσει πολλές φορές τα ανώτατα δικαστικά και πολιτικά σώματα, φθάνοντας μέχρι και το Ευρωκοινοβούλιο σε πολλές περιπτώσεις, με αποκορύφωμα τη ψήφιση για κατάργηση της αρχής της ουδετερότητας το Δεκέμβριο του 2017 στο Αμερικανικό Κογκρέσο[20].

Η ανάλυση του ζητήματος της ουδετερότητας στο Διαδίκτυο σε όλο το εύρος του (κοινωνικό, πολιτικό, νομικό, κλπ.) θα μπορούσε να αποτελέσει από μόνο του μία εκτενή διπλωματική και θα απέκλινε από το σκοπό της παρούσας. Για το λόγο αυτό θα περιοριστούμε κυρίως στη τεχνολογική και οικονομική ανάλυση των χαρακτηριστικών του. Στη συνέχεια θα αναφέρουμε τις παραμέτρους στις οποίες βασιζόμαστε για να εξάγουμε συμπέρασμα για την ουδετερότητα ενός δικτύου, θα αναλύσουμε το ζήτημα μέσω της θεωρίας παιγνίων και στο τέλος θα συσχετίσουμε το ζήτημα της ουδετερότητας με αυτό της τομογραφίας.

### 2.2.1 Ορισμοί και Χαρακτηριστικά

Ο χαρακτηρισμός της συμπεριφοράς ενός δικτύου προϋποθέτει, αρχικά, τον ορισμό κάποιων παραμέτρων με βάση τις οποίες θα μπορούμε να αξιολογήσουμε τη συμπεριφορά του. Η γενικότερη απόδοση ενός δικτύου, η οποία είναι και αυτή που απολαμβάνει ο τελικός χρήστης, αποκαλείται *ποιότητα υπηρεσίας* (Quality of Service - QoS). Με απλά λόγια, το QoS είναι οι πραγματικές υπηρεσίες που προσφέρει ο ISP στον τελικό χρήστη σε σχέση με τις προσδοκώμενες με βάση το συμβόλαιό του. Η ποιότητα αυτή δεν αφήνεται απλά στην υποκειμενική ευχέρεια του κάθε χρήστη για να χαρακτηριστεί ως ικανοποιητική ή μη ικανοποιητική. Υπάρχουν αρκετά εγχειρίδια καθώς και περίπου 200 υποδείξεις ή αλλιώς technical standards δημοσιευμένα από τη Διεθνή Ένωση Τηλεπικοινωνιών (International Telecommunication Union - ITU), τα οποία θέτουν τα ελάχιστα όρια στην προσφερόμενη ποιότητα υπηρεσιών στο χρήστη. Οι βασικότερες παράμετροι που λαμβάνονται υπόψη για τον «υπολογισμό» του QoS που λαμβάνει ένας χρήστης είναι οι εξής:

- *Ταχύτητα (Speed)*: Η ταχύτητα ή διεκπεραιωτικότητα ενός δικτύου είναι ο ρυθμός με τον οποίο λαμβάνει ή αποστέλει δεδομένα ένας χρήστης. Βασικοί παράγοντες που οριοθετούν την ταχύτητα του δικτύου είναι τα υλικά των καλωδιώσεων (π.χ. χαλκός, οπτική ίνα), η συμφωνία χρήστη-παρόχου καθώς και οι υπόλοιποι παράμετροι που θα αναφέρουμε στη συνέχεια και μπορούν να προκαλέσουν μη προσδοκώμενη συμπεριφορά στην ταχύτητα σύνδεσης. Συνήθως μετριέται ξεχωριστά για την ταχύτητα με την οποία λαμβάνει δεδομένα ο χρήστης (ταχύτητα λήψης - download speed) και για την ταχύτητα με την οποία στέλνει δεδομένα (ταχύτητα μεταφόρτωσης - upload speed).
- *Συμφόρηση (Congestion)*: Η συμφόρηση αφορά τα δίκτυα κορμού (backbone networks), δηλαδή τα δίκτυα που βρίσκονται πιο κοντά στην πλευρά του παρόχου και είναι υπεύθυνα για τη μεταφορά τεράστιου όγκου δεδομένων σε πολύ υψηλές ταχύτητες. Η συμφόρηση συναντάται συνήθως σε ώρες αιχμής (μεγαλύτερος αριθμός συνδεδεμένων χρηστών) και για την αποφυγή της απαιτείται σωστός χειρισμός, απόδοση προτεραιότητας και έξυπνη δρομολόγηση από τον πάροχο στα δεδομένα. Όπως γίνεται εύκολα κατανοητό, η αποφυγή συμφορήσεων είναι ένας από τους βασικότερους λόγους για τους οποίους ένας πάροχος μπορεί να προχωρήσει στη μη ίση μεταχείριση των δεδομένων.
- *Απώλεια Πληροφοριών (Information Loss)*: Η απώλεια δεδομένων κατά τη μετάδοση είναι ένα αρκετά σοβαρό ζήτημα για να μπορέσει ο χρήστης να έχει μία ικανοποιητική απόδοση στη σύνδεσή του. Η απώλεια κάποιων πακέτων συναντάται αρκετά συχνά στη σημερινή εποχή με την εκθετική αύξηση εφαρμογών και υπηρεσιών live streaming, gaming, VoIP και γενικώς υπηρεσιών που χρησιμοποιούν πακέτα UDP άρα δεν



απαιτούν και επιτυχημένη μετάδοση κάθε πακέτου για να μπορέσει να μεταφερθεί το συνολικό μήνυμα. Ακόμη και σε αυτή την περίπτωση, που τα όρια είναι πιο χαλαρά σε σχέση με εφαρμογές που χρησιμοποιούν TCP και όπου υπάρχει σχεδόν μηδενική ανοχή σε απώλειες, εάν οι απώλειες κατά τη μετάδοση ξεπεράσουν κάποιο ποσοστό, τότε πάλι δεν θα υπάρχει επιτυχημένη μετάδοση του μηνύματος. Για την αποφυγή τέτοιων περιστατικών, ιδιαίτερη προσοχή δίνεται στο υλικό και τη χωρητικότητα της ζεύξης καθώς και στην ικανότητα των δρομολογητών να αποθηκεύουν προσωρινά τα δεδομένα (buffer - queue) μέχρι να είναι δυνατή η μετάδοσή τους.

- *Καθυστέρηση (Latency)*: Η καθυστέρηση στη μετάδοση είναι ο χρόνος που χρειάζεται ένα πακέτο να φθάσει από την πηγή έως τον προορισμό, δηλαδή στον τελικό χρήστη. Ο χρόνος αυτός εξαρτάται, όπως και οι προηγούμενες παράμετροι, από τις ζεύξεις διάδοσης, από την κίνηση/συμφόρηση που υπάρχει καθώς και από τους ενδιάμεσους δρομολογητές που είναι υπεύθυνοι και για την επιλογή κατάλληλου μονοπατιού για τη δρομολόγηση των ροών αλλά και για την ταχύτερη επεξεργασία των πακέτων πριν να είναι έτοιμα για προώθηση. Μαζί με τις απώλειες, η καθυστέρηση αποτελεί τη βασικότερη παράμετρο για την αξιολόγηση ενός δικτύου καθώς και των υπηρεσιών που προσφέρει ο πάροχος.
- *Διακύμανση Καθυστέρησης (Jitter)*: Πέρα από την ίδια την καθυστέρηση, αρκετά σημαντική είναι η διακύμανσή της, αφού μία μεγαλύτερη αλλά σταθερή καθυστέρηση μπορεί να προσφέρει καλύτερη εμπειρία στο χρήστη από μία μικρότερη καθυστέρηση αλλά με πολλές διακυμάνσεις. Η διακύμανση καθυστέρησης, ουσιαστικά, δηλώνει το πόσο αποκλίνει η καθυστέρηση κάθε πακέτου ή ροής γύρω από μία κεντρική τιμή (το latency). Συνήθως υπολογίζεται όπως και η τυπική απόκλιση μιας μεταβλητής στη Θεωρία Πιθανοτήτων, ενώ υπάρχουν και περιπτώσεις που ως jitter ορίζουμε την μέγιστη απόκλιση από την κεντρική τιμή.

Βέβαια, αυτές δεν είναι οι μόνες παράμετροι που μπορούν να αξιοποιηθούν για την αξιολόγηση της προσφερόμενης ποιότητας υπηρεσίας. Όσο τα δίκτυα αναπτύσσονται και γίνονται όλο και περισσότερο περίπλοκα, θα δίνεται η δυνατότητα χρήσης πιο εξειδικευμένων μεταβλητών, αν και οι προαναφερθείσες δίνουν αρκετά ακριβείς εκτιμήσεις σχετικά με τα ζητούμενα. Όπως καταλαβαίνουμε, η χρήση του QoS προσφέρει αξιοπιστία και ασφάλεια στην πλευρά του χρήστη, αλλά δημιουργεί πολλές δυσκολίες για τους ISPs. Για να μπορούν να προσφέρουν υψηλά επίπεδα ποιότητας σε όλους τους χρήστες, βασιζόμενοι πάντα στην αρχή της ουδετερότητας, θα χρειαστούν τεράστιες επενδύσεις σε υποδομές, οι οποίες δεν θα αποφέρουν και τα ανάλογα κέρδη για να δικαιολογηθούν. Με τον αριθμό των συνδεδεμένων χρηστών στο Διαδίκτυο να αυξάνει συνεχώς, και μάλιστα εκθετικά αφού κάθε άνθρωπος συνδέεται κατά μέσο όρο με 3.5 διαφορετικές συσκευές στο Ίντερνετ, και με την λύση της ανάπτυξης των

υπάρχουσων υποδομών να είναι μη βιώσιμη επιχειρηματικά, οι πάροχοι θα πρέπει να στραφούν σε άλλες λύσεις για να ανταποκριθούν στα νέα και συνεχώς πιο απαιτητικά δεδομένα. Η φυσική επόμενη λύση είναι η διαχείριση της κίνησης: από τη μία να δημιουργηθούν πιο αποδοτικά συστήματα και από την άλλη να ακολουθούνται κανόνες σχετικά με τη κίνηση των δεδομένων, την προτεραιότητα των ροών καθώς και τα διάφορα όριά τους. Είναι εμφανής, λοιπόν, η ανάγκη επανεξέτασης της αρχής της ουδετερότητας έτσι ώστε να μπορούν οι πάροχοι να προσφέρουν όσο το δυνατόν καλύτερες υπηρεσίες χωρίς να τίθεται σε κίνδυνο η ποιότητα υπηρεσίας που λαμβάνει ο κάθε χρήστης ξεχωριστά και μάλιστα εν αγνοία του.

Μία πρώτη προσέγγιση βασίζεται στο γεγονός ότι δεν έχουν όλοι οι χρήστες τις ίδιες ανάγκες από τον πάροχό τους ούτε αξιοποιούν τις δυνατές υπηρεσίες στο έπακρο. Μία απλή σύγκριση μεταξύ ενός μέσου νέου που κατά την περιήγηση στο Διαδίκτυο μπορεί να χρησιμοποιήσει υπηρεσίες όπως live streaming, gaming, VoIP σε αντίθεση με κάποιον μεγαλύτερης ηλικίας που μπορεί να επικεντρωθεί σε ένα απλό browsing ή σε χρήση των Social Media μας δείχνει ότι δύο χρήστες μπορεί να έχουν την ίδια ικανοποιητική εμπειρία χρήσης χωρίς να έχουν απαραίτητα την ίδια ποιότητα υπηρεσίας (π.χ. ταχύτητα, γρήγορη ανταπόκριση - latency). Εισάγεται έτσι ένας νέος όρος, η *ποιότητα εμπειρίας* (Quality of Experience - QoE), ο οποίος απευθύνεται στην ευχαρίστηση ή δυσαρέσκεια που νιώθει ένας χρήστης κατά τη χρήση μιας υπηρεσίας, εδώ της πλοήγησης στο Διαδίκτυο. Ο νέος αυτός δείκτης είναι αρκετά πιο υποκειμενικός από το QoS και πέραν από τον υπολογισμό των τεχνικών χαρακτηριστικών του δικτύου, απαιτεί την αξιοποίηση και άλλων επιστημονικών πεδίων όπως η κοινωνική ψυχολογία, η γνωστική επιστήμη και άλλους κλάδους που έχουν ως κέντρο μελέτης την ανθρώπινη συμπεριφορά. Μέσω του QoE, όμως, ανοίγει ο δρόμος για ένα νέο τρόπο παροχής υπηρεσιών Ίντερνετ χρησιμοποιώντας διαφορετικές ομάδες (κλάσεις) χρηστών με βάση το προφίλ τους χωρίς να παρατηρούν μειωμένη συμπεριφορά στην υπηρεσία τους[21]. Παραδείγματα διαφορετικών κλάσεων θα μπορούσαν να είναι ένας απλός χρήστης, ένας gaming χρήστης, όπου θα δινόταν έμφαση στο latency και στη γρήγορη ανταπόκριση, και ένας business χρήστης, όπου θα δινόταν έμφαση στις VoIP υπηρεσίες και στην καλή ποιότητα κλήσεων (μικρή καθυστέρηση και χαμηλά επίπεδα απωλειών). Βασική προϋπόθεση και πάλι είναι η διαφάνεια μεταξύ παρόχου και χρήστη έτσι ώστε ο χρήστης να γνωρίζει το τρόπο με τον οποίο λαμβάνει τις υπηρεσίες στις οποίες είναι συνδρομητής και ο πάροχος να έχει ως στόχο αποκλειστικά την όσο το δυνατόν καλύτερη μεταχείριση των δεδομένων όλων των χρηστών. Οι ISPs, όμως, αποτελούν και επιχειρήσεις με σκοπό το κέρδος, άρα το συμφέρον τους δεν ταυτίζεται πάντα και με το συμφέρον του πελάτη. Ακολουθεί, λοιπόν, μια ανάλυση των συμφερόντων όλων των πλευρών μέσω της θεωρίας παιγνίων για να διαπιστωθεί που συγχλίνουν και που αποκλίνουν τα συμφέροντα του κάθε παίκτη.

## 2.2.2 Ανάλυση μέσω της Θεωρίας Παιγνίων

Έχουμε ήδη αναφερθεί στους δύο από τους τρεις βασικούς παίκτες στο ζήτημα της ουδετερότητας στο Διαδίκτυο. Πέραν, λοιπόν, των χρηστών και των παρόχων υπηρεσιών Ίντερνετ, ένας ακόμα σημαντικός παίκτης που πρέπει να λάβουμε υπόψιν στην ανάλυσή μας είναι οι πάροχοι περιεχομένου (Content Providers - CPs), όπως για παράδειγμα οι Youtube, Skype, Facebook και γενικώς όσες εταιρείες «προμηθεύουν» με περιεχόμενο (σελίδες, εικόνες, βίντεο, ανταλλαγή μηνυμάτων, κλπ.) το Διαδίκτυο και τελικώς τους χρήστες. Η αρχή της ουδετερότητας ορίζει, μεταξύ άλλων, ότι οι ISPs δεν έχουν προνομιακή μεταχείριση υπέρ κάποιου CP έναντι άλλων και δεν χρεώνουν τους CPs για την αποστολή του περιεχομένου και των δεδομένων τους μέσω των γραμμών των ISPs[22]. Άρα, στην αναζήτηση μιας κοινής λύσης που δεν βασίζεται στην αρχή της ουδετερότητας, θα πρέπει να εξετάσουμε την πιθανότητα καθώς και τις επιπτώσεις της χρέωσης των παρόχων περιεχομένου για να μπορούν να διαμοιράζουν τις υπηρεσίες τους.

Έχουν γίνει διάφορες μελέτες για την εκτίμηση της βέλτιστης λύσης-συνεργασίας μεταξύ ISP και CP, θεωρώντας τη σχέση είτε συνεργατική (co-operative game theory) [23] [24], είτε μη συνεργατική (non co-operative game theory)[25] [26]. Εάν το εξετάσουμε θεωρώντας συνεργασία μεταξύ παρόχων υπηρεσιών Διαδικτύου και περιεχομένου, τότε μπορούμε να αξιοποιήσουμε τη θεωρία των κυρτών συνόλων για να βρούμε την βέλτιστη λύση τιμολόγησης για τον ISP μέσω του δείκτη του Σάπλεϊ (Shapley Value) που οδηγεί σε μεγιστοποίηση των κερδών[27]. Ο δείκτης του Σάπλεϊ είναι ένας αρκετά διαδεδομένος όρος στη θεωρία Παιγνίων που μας δίνει τον βέλτιστο τρόπο διαμερισμού των κερδών μεταξύ των συνεργατών (εδώ μεταξύ των δύο ειδών παρόχων). Ο συγκεκριμένος δείκτης ουσιαστικά αποτελεί ένα μέτρο της συνεισφοράς του κάθε παίκτη σε μια συνεργασία και δηλώνει το πόσο σημαντικός είναι ο συγκεκριμένος παίκτης στο σύνολο καθώς και την ανταμοιβή που πρέπει να περιμένει με βάση τη συνεισφορά του. Ένα αρκετά ενδιαφέρον στοιχείο των συγκεκριμένων μελετών είναι ότι ο πάροχος υπηρεσιών είναι αυτός που οφείλει να πληρώσει τον πάροχο περιεχομένου για να μεγιστοποιήσει τα κέρδη, πάντα υπό συγκεκριμένες προϋποθέσεις και με κάποια όρια στη κοστολόγηση, δείχνοντας τη συμβολή και τη σημασία της παρουσίας του παρόχου περιεχομένου στο παίγνιο[23]. Διαφορετικά, στη συνεργατική περίπτωση, μπορούμε επίσης να χρησιμοποιήσουμε το Παίγνιο Διαπραγμάτευσης του Νας (Nash Bargaining Game). Και τότε παρατηρούμε αρκετά συχνά την περίπτωση όπου και οι δύο πάροχοι μεγιστοποιούν τα κέρδη τους όταν δεν λειτουργούν υπό την αρχή της ουδετερότητας [24] [28]. Αντίθετα, οι μελέτες που βασίζονται σε μη-συνεργατικά παίγνια αξιοποιούν κυρίως την Ισορροπία Νας (Nash Equilibrium) για την αναζήτηση της βέλτιστης λύσης και με βάση τον αριθμό των ISPs, των CPs καθώς και των αλλαγών του QoS σε κάθε περίπτωση, η βέλτιστη λύση διαφέρει. Αυτό σημαίνει ότι δε μπορούμε να βρούμε κάποια καθολική απάντηση για το αν οι πάροχοι θέλουν να λειτουργούν υπό την αρχή της ουδετερότητας ή όχι. Εάν, βέβαια,

δώσουμε τη δυνατότητα στον κάθε ISP να κάνει κοστολόγηση με βάση τη χρήση (usage-based pricing policy) στους παρόχους περιεχομένου, τότε παρατηρούμε σχεδόν πάντα ότι η τακτική αυτή δίνει καλύτερα αποτελέσματα και στις δύο πλευρές. Σε όλες τις περιπτώσεις που αναφέραμε, η βέλτιστη στρατηγική εξαρτάται κυρίως από τρεις παραμέτρους: τον αριθμό των παικτών (παρόχων υπηρεσιών και περιεχομένου), την ποιότητα υπηρεσίας που προσφέρει ο καθένας (πόσο αναγκαία είναι στο χρήστη) και φυσικά την τιμή κοστολόγησης τόσο προς τους χρήστες όσο και προς τους παρόχους περιεχομένου.

Γίνεται, λοιπόν, κατανοητό ότι είναι αρκετά δύσκολο να προβούμε σε κάποιο συμπέρασμα για το αν η άρση της αρχής της ουδετερότητας θα είχε μόνο αρνητικές συνέπειες στο όλο οικοσύστημα, αφού χωρίς αυτή και οι ISPs και οι CPs θα είχαν μεγαλύτερο κέρδος, άρα και μεγαλύτερο κίνητρο να επενδύσουν και να αναβαθμίσουν τις υπηρεσίες και παροχές τους. Χαρακτηριστικό παράδειγμα της αμφιταλάντευσης αυτής αποτελεί και ο παρακάτω πίνακας 2.1 [29] που δείχνει τα αποτελέσματα διαφόρων ερευνών (ET[25], NOSW[30], CBG[31], JL[32], MSW[28], ALX[24], HCCR[33]) σχετικά με τα κίνητρα των ISPs σε καταστάσεις μη ουδετερότητας. Η πρώτη στήλη αναφέρεται στην εκάστοτε εργασία. Η δεύτερη στήλη δηλώνει τον αριθμό των παρόχων υπηρεσιών Ίντερνετ στην αγορά. Το σύμβολο ✓ δηλώνει ότι το συγκεκριμένο μέτρο απόδοσης δίνει καλύτερα αποτελέσματα σε περιβάλλον μη ουδετερότητας σε αντίθεση με το σύμβολο × που δηλώνει καλύτερες επιδόσεις σε περιβάλλον ουδετερότητας. Το σύμβολο \* σημαίνει ότι τα αποτελέσματα είναι πιο περίπλοκα αφού με βάση τα δεδομένα, υπάρχουν περιπτώσεις που η μη ουδετερότητα είναι και προσοδοφόρα και ζημιογόνα. Τέλος, το ∅ δηλώνει ότι η συγκεκριμένη μελέτη δεν ασχολήθηκε με το συγκεκριμένο μέτρο.

Πίνακας 2.1: Σύγκριση Εργασιών σε Μη Ουδέτερη Αγορά

	Market	ISP Surplus	CP Surplus	User Surplus	Social Surplus	ISP Investment
ET	One ISP	✓	×	✓	×	∅
ET	Two ISPs	×	×	✓	×	∅
NOSW	Two ISPs	✓	✓	✓	✓	✓
CBG	One ISP	✓	×	✓	✓	×
JL	One ISP	∅	∅	∅	✓	✓
MSW	More ISPs	*	*	*	*	*
ALX	One ISP	*	*	*	*	*
HCCR	One ISP	*	*	✓	✓	∅
HCCR	More ISPs	*	*	✓	*	∅

Ο παραπάνω πίνακας, λοιπόν, επιβεβαιώνει ότι υπάρχουν διαφωνίες μεταξύ των ερευνών σχετικά με τη θετική ή αρνητική επίδραση της άρσης της ουδετερότητας σε μία πραγματική αγορά. Παρόλα αυτά, στις περισσότερες περιπτώσεις οι πάροχοι έχουν μεγαλύτερο κίνητρο να επενδύσουν εάν δεν τους επιβάλλονται συγκεκριμένοι κανονισμοί μεταχείρισης των δεδομένων. Η συγκεκριμένη μελέτη [29] αναφέρει και πολλές ακόμα έρευνες και τα αποτελέσματα τους

χωρίς, όμως, να καταφέρει να βρεθεί ένας κοινός άξονας, ο οποίος να μας επιτρέπει να αποφασίσουμε για τις ευεργετικές ή μη επιδράσεις της άρσης της ουδετερότητας. Το σίγουρο είναι ότι σε αυτό το κλίμα αβεβαιότητας και γνωρίζοντας ότι οι ISPs σε αρκετές περιπτώσεις μεγιστοποιούν το κέρδος τους όταν λειτουργούν εις βάρος του χρήστη, είναι απαραίτητη η ύπαρξη κανονισμών, οι οποίοι θα ορίζουν τις επιτρεπτές συμπεριφορές των παρόχων, διαφάνειας καθώς και ελεγκτικών οργάνων που θα επιβεβαιώνουν ότι τηρούνται οι συμφωνηθέντες κανόνες, αφού και στο παρελθόν έχουν υπάρξει παραβιάσεις και παρανομίες από παρόχους.

### 2.2.3 Συσχέτιση Ουδετερότητας με Τομογραφία

Είναι απαραίτητο, λοιπόν, όσο ακόμη ίσχυει η νομοθεσία περί ουδετερότητας στο Διαδίκτυο αλλά ακόμη και εάν αυτή αρθεί, να υπάρχουν οι μηχανισμοί που θα μπορούν να εντοπίσουν οποιαδήποτε ανώμαλη συμπεριφορά των ροών σε ένα δίκτυο. Η πίστη στην καλή θέληση και τη συνεργασία των ISPs δεν επαρκεί, ιδίως όταν τη συγκεκριμένη χρονική στιγμή είναι αρκετά δύσκολο να εντοπισθούν τέτοιες συμπεριφορές εάν δεν γίνονται για μεγάλο χρονικό διάστημα και τα αποτελέσματα τους δεν είναι εύκολα εμφανή στους τελικούς χρήστες. Η πλήρης διαφάνεια και ο έλεγχος τέτοιων παραβάσεων από έναν ανεξάρτητο παγκόσμιο οργανισμό θα αποτελούσαν μεν την ιδανική λύση αλλά η υλοποίησή τους θα αντιμετώπιζε σοβαρά ζητήματα σχετικά με τη προστασία των προσωπικών δεδομένων των παρόχων και των χρηστών. Χρειάζεται μία λύση που δεν θα απαιτεί ούτε πρόσβαση στα πραγματικά δεδομένα των χρηστών, ούτε συνεργασία από όλες τις ενδιαμέσες συσκευές (δρομολογητές, μεταγωγείς) για να λειτουργήσει και θα μπορεί να εντοπίζει ανώμαλες συμπεριφορές με δεδομένα από σχετικά σύντομο χρονικό διάστημα.

Γίνεται εμφανής, λοιπόν, η καταλληλότητα των αλγορίθμων τομογραφίας για την αντιμετώπιση του συγκεκριμένου ζητήματος. Με τη χρήση των probes δεν είναι αναγκαία ούτε η γνώση των πραγματικών ροών που διαπερνούν τις ζεύξεις τις στιγμές του πειράματος ούτε η χρήση ειδικών πακέτων τα οποία μπορεί να απορριφθούν από το firewall κάποιου δρομολογητή για παράδειγμα. Επίσης, με αλγόριθμους που έχουν ως χρόνο εκτέλεσης από μερικά δευτερόλεπτα έως λίγα λεπτά, ανάλογα με το μέγεθος του δικτύου, υπάρχει η δυνατότητα για άμεσο εντοπισμό μη κανονικής συμπεριφοράς σε συγκεκριμένες ζεύξεις έτσι ώστε να μπορέσει να υπάρξει περαιτέρω διερεύνηση μόνο στα ύποπτα τμήματα του δικτύου.

Φυσικά, η τεχνική της τομογραφίας, όπως αναλύσαμε ήδη παραπάνω, δεν είναι χρήσιμη μόνο στο ζήτημα της ουδετερότητας αλλά μπορεί να αξιοποιηθεί θετικά και από οποιονδήποτε διαχειριστή ενός δικτύου (system administrator - sysadmin) για τη μελέτη της συμπεριφοράς του. Με την συσχέτιση των δύο αυτών εννοιών, με τις οποίες ασχολείται η παρούσα διπλωματική, ολοκληρώνεται το θεωρητικό κεφάλαιο της εργασίας και προχωράμε στη συγκεκριμένη πειραματική διαδικασία που ακολουθήσαμε και στον τρόπο με τον οποίο υλοποιήθηκε.

## Κεφάλαιο 3

# Σχεδιασμός και Υλοποίηση Πειραματικής Διαδικασίας

Στο Κεφάλαιο αυτό θα αναλύσουμε τον όλο σχεδιασμό και τον τρόπο με τον οποίο υλοποιήσαμε την πειραματική μας διάταξη, θα αιτιολογήσουμε τις όποιες αποφάσεις πήραμε κατά τη σχεδίαση και θα αναφέρουμε κάποιες εναλλακτικές και τους λόγους που δεν προτιμήθηκαν. Συγκεκριμένα, θα αναφερθούμε στο πακέτο που επιλέχθηκε για την ανάπτυξη των προσομοιώσεών μας, τις βιβλιοθήκες που χρησιμοποιήσαμε, τις παραμέτρους που θέσαμε, τον τρόπο επιλογής και δημιουργίας των probes, τη μέθοδο καταγραφής των δεδομένων ενώ θα γίνει και μια γενική περιγραφή του κώδικα, ο οποίος βρίσκεται πλήρως διαθέσιμος στο GitHub[34].

### 3.1 Προσομοίωση Δικτύου

Ως προσομοιωτής δικτύου (network emulator) χρησιμοποιήθηκε το πρόγραμμα Common Open Research Emulator (CORE)[35]. Ο συγκεκριμένος προσομοιωτής θεωρήθηκε κατάλληλος σε σύγκριση με άλλους λόγω της εύκολης χρήσης του μέσω του γραφικού του περιβάλλοντος, της δυνατότητας να αλλάζουμε τις παραμέτρους κάθε ζεύξης και γενικής ευελιξίας που παρέχει λόγω της open source φύσης του και τέλος δεν χρειαζόταν να βασιστούμε σε συγκεκριμένα μοντέλα δρομολογητών, όπως συμβαίνει στα προγράμματα της Cisco (GNS3, Cisco Packet Tracer) για παράδειγμα, αλλά μπορούμε να έχουμε ανεξάρτητα αποτελέσματα που βασίζονται μόνο στο δίκτυο ως σύνολο. Το λειτουργικό πάνω στο οποίο έτρεχε το CORE ήταν Linux Ubuntu 16.04.

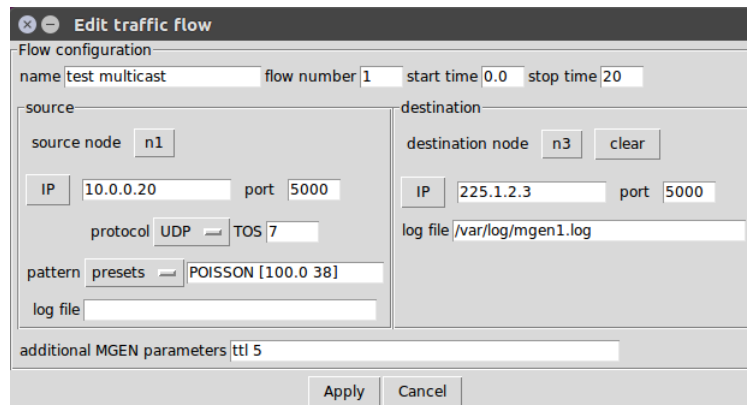
Κάθε συσκευή στο CORE αποτελεί μια εικονική μηχανή (virtual machine), η οποία τρέχει σε περιβάλλον Quagga. Για τα πειράματά μας χρησιμοποιήσαμε δύο είδη προκαθορισμένων συσκευών του προσομοιωτή, τα PC και router, στα οποία κάναμε κάποιες παραμετροποιήσεις για να συνάδουν με την πειραματική μας διαδικασία. Η χρήση μεταγωγέων δεν

κρίθηκε απαραίτητη αφού ο αλγόριθμος θα μας επιστρέψει τη λογική τοπολογία του δικτύου, άρα οποιοσδήποτε μεταγωγέας δεν επιτρέπει δρομολόγηση (layer-3 Switch) δεν θα ήταν εμφανής ως κόμβος στη λογική τοπολογία. Όσον αφορά τις ζεύξεις για τη σύνδεση μεταξύ των συσκευών, χρησιμοποιήσαμε το link tool που παρέχεται και μας δίνει τη δυνατότητα να επιλέξουμε διάφορες μεταβλητές της ζεύξης (bandwidth, delay, loss, jitter), δηλαδή τις απαραίτητες μεταβλητές για τις δύο παραμέτρους που θέλουμε να εκτιμήσουμε μέσω του αλγορίθμου μας. Επιλέγουμε να έχουμε σταθερό bandwidth ίσο με 10 Mbps σε κάθε ζεύξη προσομοιώνοντας μια απλή 10BaseT Ethernet ζεύξη, χωρίς να επηρεάζει η επιλογή του συγκεκριμένου είδους ζεύξης το τελικό αποτέλεσμα.

Για τη δρομολόγηση μέσα στο δίκτυο, χρησιμοποιείται ο αλγόριθμος δρομολόγησης OSPFv2 που υπάρχει ήδη εγκαταστημένος στους δρομολογητές. Για να μπορέσουμε να χρησιμοποιήσουμε την απαραίτητη για το πείραμα πολυεκπομπή (multicast), θα χρειαστούμε δύο επιπλέον modules, το pimd[36] και το mcjoin[37]. Το pimd δίνει τη δυνατότητα στους δρομολογητές να επιτρέπουν δρομολόγηση πακέτων πολυεκπομπής και χρειάζεται να “τρέχει” σε όλους τους δρομολογητές του δικτύου. Το mcjoin μας δίνει τη δυνατότητα να δημιουργήσουμε ομάδες πολυεκπομπής (multicast groups) με κοινή διεύθυνση. Στην περίπτωση μας, το mcjoin χρειάζεται να τρέχει μόνο στους δρομολογητές που συνδέονται με φύλλα του δικτύου και μόνο στις αντίστοιχες διεπαφές (interfaces), δημιουργώντας μία κοινή ομάδα για όλα τα φύλλα με διεύθυνση IP την 225.1.2.3. Άρα, μπορούμε έχοντας ως διεύθυνση προορισμού την 225.1.2.3, να στείλουμε τα probes μας ταυτόχρονα σε όλους τους δέκτες.

Η καταγραφή (capture) των πακέτων γίνεται με τη χρήση του tcpdump στις κατάλληλες διεπαφές, δηλαδή στις διεπαφές των κόμβων-προορισμών. Η επιλογή του tcpdump μας δίνει μεγαλύτερη ευελιξία σε πραγματικά περιβάλλοντα, αφού δεν απαιτεί -συνήθως- εγκατάσταση, όπως π.χ. το Wireshark που είναι μια σύννηθης εναλλακτική για την καταγραφή πακέτων, και μπορεί να τρέξει κατευθείαν από τη γραμμή εντολών. Επίσης, προτιμήσαμε τα αποτελέσματα της καταγραφής να αποθηκεύονται σε αρχείο txt αντί για pcap αφού παρά τη μη συμβατότητα του txt με άλλα προγράμματα (όπως το Wireshark), μπορούμε να το χειρισθούμε πιο εύκολα μέσω της Python για να εξάγουμε τις πληροφορίες που μας ενδιαφέρουν.

Τέλος, για τη δημιουργία των probe πακέτων χρησιμοποιούμε την επιλογή traffic που υπάρχει διαθέσιμη στην καρτέλα Tools του CORE και εισάγουμε τις παραμέτρους που επιθυμούμε για τη ροή μας. Ένα τέτοιο παράδειγμα φαίνεται στο σχήμα 3.1.



Σχήμα 3.1: Ένα παράδειγμα ροής στον προσομοιωτή όπου εισάγονται όλες οι απαραίτητες παράμετροι για τη δημιουργία μιας ροής

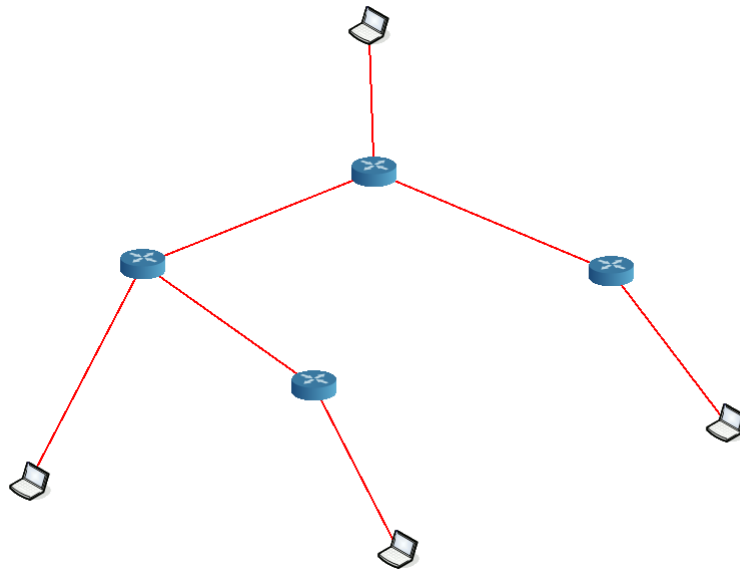
Για τη διάρκεια της ροής έχουμε επιλέξει σε όλες τις περιπτώσεις να έχουμε διάρκεια 20 δευτερολέπτων έτσι ώστε να έχουμε ικανοποιητικό αριθμό probes για την καλή λειτουργία του αλγορίθμου. Επίσης, πολύ μικρή διάρκεια αποστολής πακέτων μπορεί να συνέπιπτε με κάποια στιγμιαία αλλαγή συμπεριφοράς της ζεύξης (π.χ. υπερφόρτωση και απόρριψη όλων των πακέτων εκείνη τη στιγμή στη ζεύξη) και να μην απεικόνιζε τη συνολική συμπεριφορά του δικτύου στη διάρκεια του χρόνου. Στη συνέχεια θέτουμε τη διεύθυνση IP του πομπού (η IP του κόμβου που έχουμε ορίσει ως ρίζα του δένδρου) και ως διεύθυνση δέκτη τη διεύθυνση IP που έχουμε ορίσει για την ομάδα πολυεκπομπής των κόμβων-προορισμών. Για τις θύρες (ports) επιλέξαμε κάποιες μη δεσμευμένες τυχαίες θύρες που γνωρίζουμε ότι δεν χρησιμοποιούνται εκείνη τη στιγμή. Στο πεδίο pattern ορίζουμε το είδος της κίνησης καθώς και τον αριθμό και το μέγεθος των πακέτων. Οι περισσότερες δοκιμές μας έγιναν με περιοδική (periodic) αποστολή πακέτων. Παρόλα αυτά, όπως θα δούμε στη συνέχεια, εκτελέσαμε και πειράματα με κινήσεις τύπου burst και Poisson για να επιβεβαιώσουμε την επιτυχία του αλγορίθμου ανεξαρτήτως του ρυθμού εκπομπής των ανιχνευτικών πακέτων. Για τον αριθμό πακέτων ανά δευτερόλεπτα θέσαμε τέτοια τιμή ώστε να έχουμε εν γένει συνολικά 2000 probes ανά πείραμα, αριθμός αρκετά μεγάλος για να μπορεί να λειτουργήσει ο αλγόριθμος χωρίς να υπερχειλίζει το δίκτυο εις βάρος των πραγματικών ροών. Για τον ίδιο λόγο επιλέξαμε πακέτα με το μικρότερο δυνατό μέγεθος (80 bytes) για να μην επιβαρύνουμε το δίκτυο μας. Σε ένα πραγματικό δίκτυο, πέραν της ροής probes, που δημιουργούμε εμείς, υπάρχουν φυσικά και οι πραγματικές κινήσεις του δικτύου με τις πληροφορίες και δεδομένα που μοιράζονται οι χρήστες του. Η επιλογή, λοιπόν, των άνωθεν χαρακτηριστικών για τα probes έχει ως στόχο να δημιουργήσει όσο το δυνατόν λιγότερο επιπλέον όγκο δεδομένων προς αποφυγήν είτε συμφόρησης (που χωρίς αυτή τη ροή δεν θα υπήρχε), είτε απλώς αλλαγής στη γενικότερη συμπεριφορά του δικτύου για να εξυπηρετήσει και αυτή την επιπλέον ροή (που δεν περιέχει ουσιώδη για τους χρήστες πληροφορία). Επιλέξαμε ως πρωτόκολλο το UDP κυρίως για



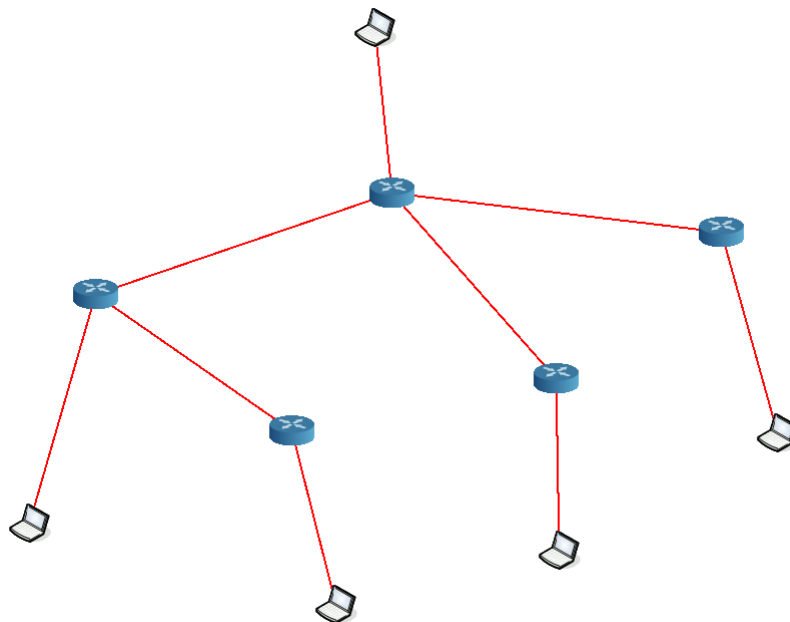
την ευκολότερη μεταχείριση που έχει σε σχέση με το TCP αλλά και λόγω της ανοχής του πρωτοκόλλου σε απώλειες. Επίσης, με την άνοδο υπηρεσιών όπως live streaming, VoIP, gaming έχει αυξηθεί σημαντικά το ποσοστό των πακέτων UDP σε ένα δίκτυο[38], άρα και η ύπαρξή τους σε πραγματικά δίκτυα. Η σημαντικότερη, ίσως, παράμετρος είναι η επιλογή του πεδίου Type of Service (ToS) των πακέτων. Επιλέξαμε την τιμή 7, που χρησιμοποιείται για τον έλεγχο του δικτύου (network control) αλλά οποιαδήποτε τιμή μπορεί να ξεχωρίσει αυτά τα πακέτα από όλα τα υπόλοιπα στο δίκτυο είναι ικανοποιητική. Το ToS αποτελεί, λοιπόν, τον τρόπο με τον οποίο επιλέξαμε εμείς να απομονώσουμε τα ανιχνευτικά πακέτα από τα υπόλοιπα. Τέλος, εφόσον αναφερόμαστε σε multicast, είναι απαραίτητο να αλλάζουμε την τιμή TTL αφού εν γένει ένα πακέτο πολυεκπομπής έχει αυτήν την παράμετρο ίση με 1, άρα μπορεί να κάνει μόνο ένα hop στον κόμβο με τον οποίο γειτνιάζει. Ολοκληρώνοντας το κομμάτι της προσομοίωσης του δικτύου, προχωρούμε στην παρουσίαση των τοπολογιών που χρησιμοποιήσαμε για τα πειράματά μας.

## 3.2 Τοπολογίες

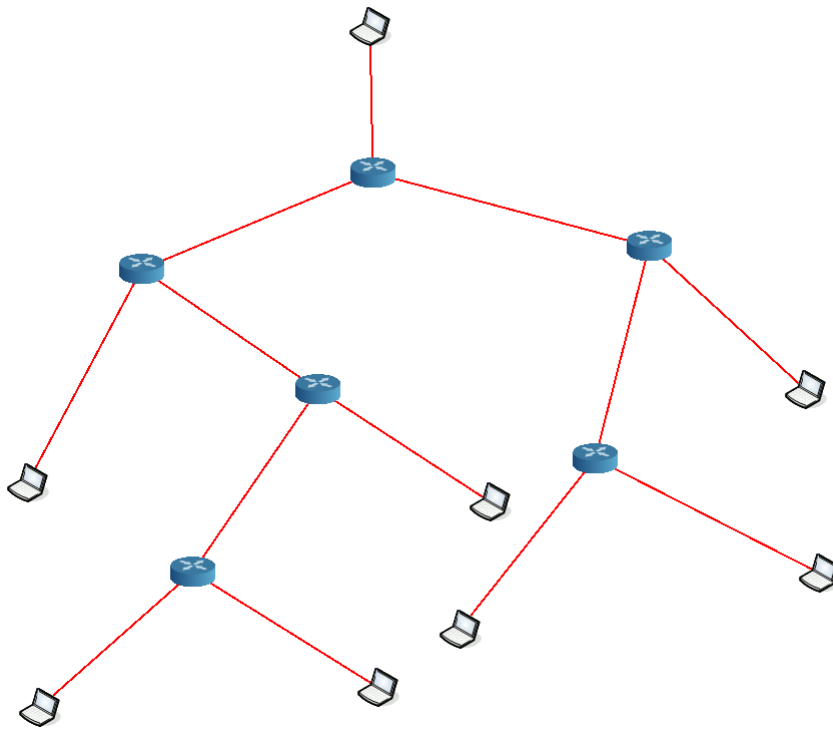
Όσον αφορά τις τοπολογίες που χρησιμοποιήσαμε, αυτές χωρίζονται σε δύο κατηγορίες: αυτές που περιγράφονται με δυαδικά και αυτές που περιγράφονται με γενικά δέντρα. Για κάθε κατηγορία έχουμε τέσσερις διαφορετικές τοπολογίες με συνεχώς αυξανόμενο αριθμό κόμβων, ήτοι δρομολογητές και τελικούς χρήστες. Η πρώτη κατηγορία είναι η κατηγορία πειραματικού μεγέθους, η οποία περιέχει ~10 κόμβους και ουσιαστικά αποτελείται από τα μικρότερα δυνατά δίκτυα που μπορούμε να δημιουργήσουμε και με βάση αυτά να ελέγξουμε την ορθότητα του αλγορίθμου. Η δεύτερη κατηγορία είναι η κατηγορία μικρού μεγέθους, η οποία έχει ~15 κόμβους, και αναπαριστά ένα από τα πιο συνηθισμένα μεγέθη δικτύων για μικρές επιχειρήσεις ή τμήματα μεγαλύτερων οργανισμών. Η τρίτη κατηγορία μεσαίου μεγέθους αναπαριστά δίκτυα που διαθέτουν ~30 κόμβους, ενώ η τελευταία κατηγορία με την οποία θα ελέγξουμε τα όρια στα οποία παύει να είναι αποδοτικός ο αλγόριθμος διαθέτει δίκτυα ~80 κόμβων. Όλες οι τοπολογίες που χρησιμοποιήσαμε φαίνονται στα παρακάτω σχήματα.



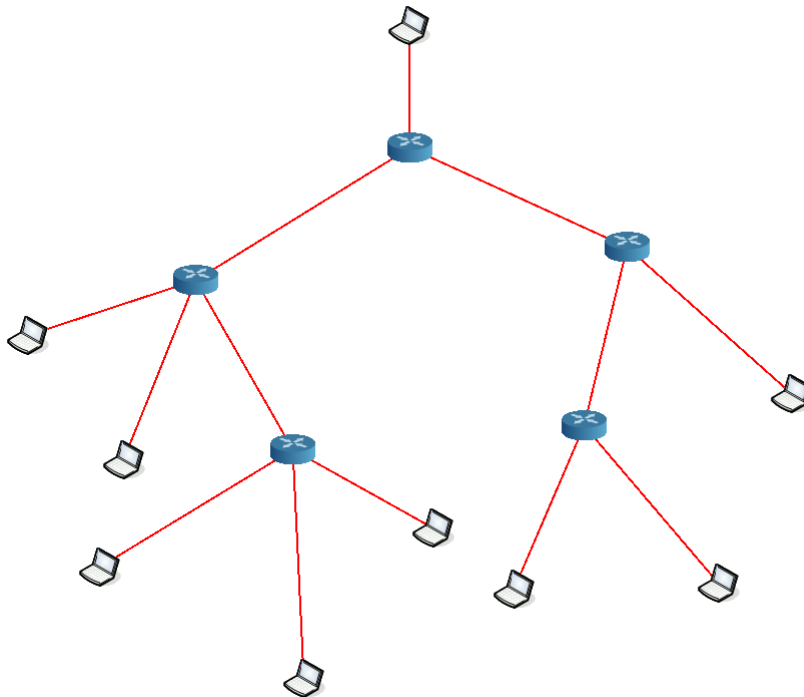
Σχήμα 3.2: Δυαδική Τοπολογία Πειραματικού Μεγέθους



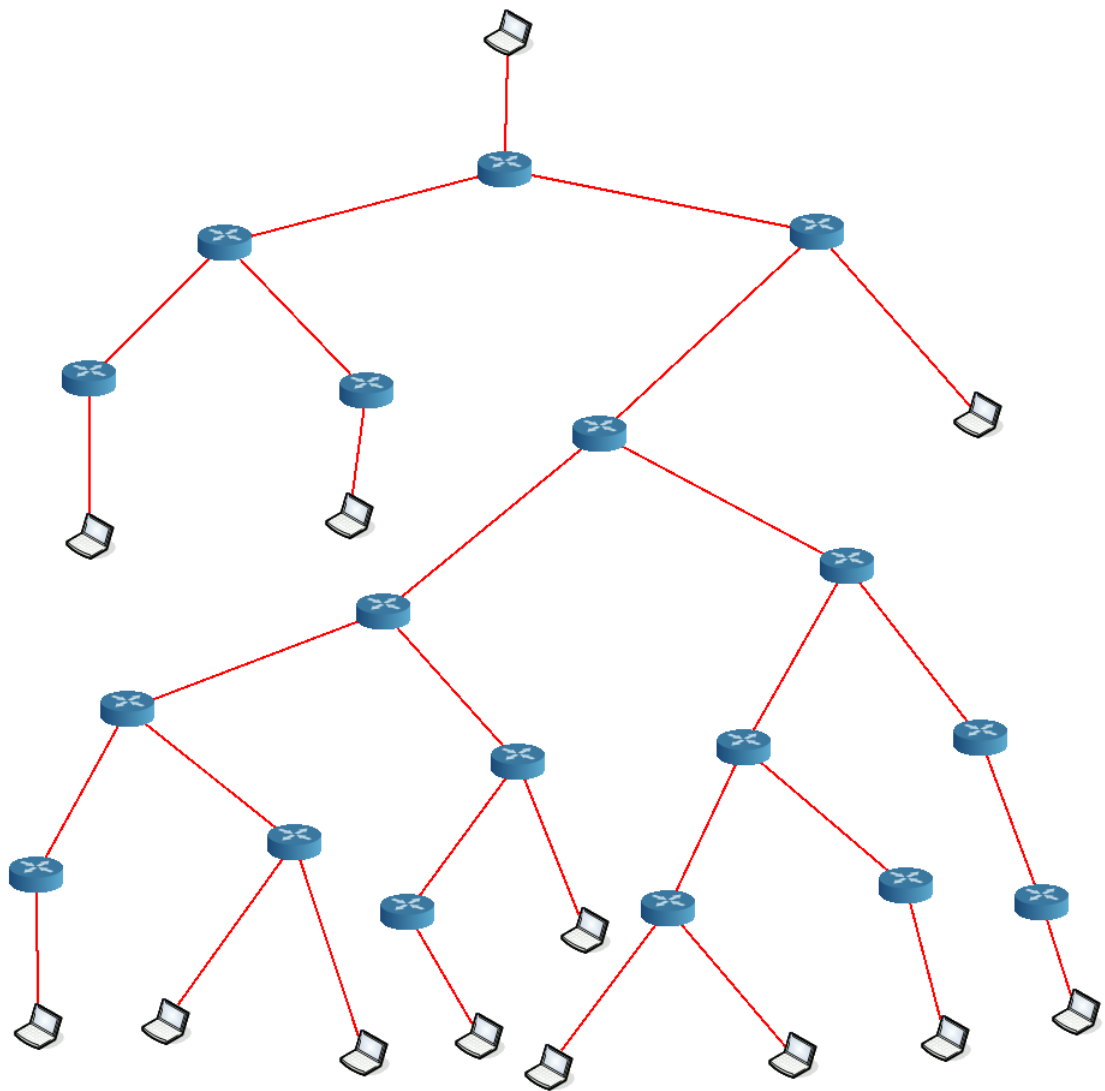
Σχήμα 3.3: Γενική Τοπολογία Πειραματικού Μεγέθους



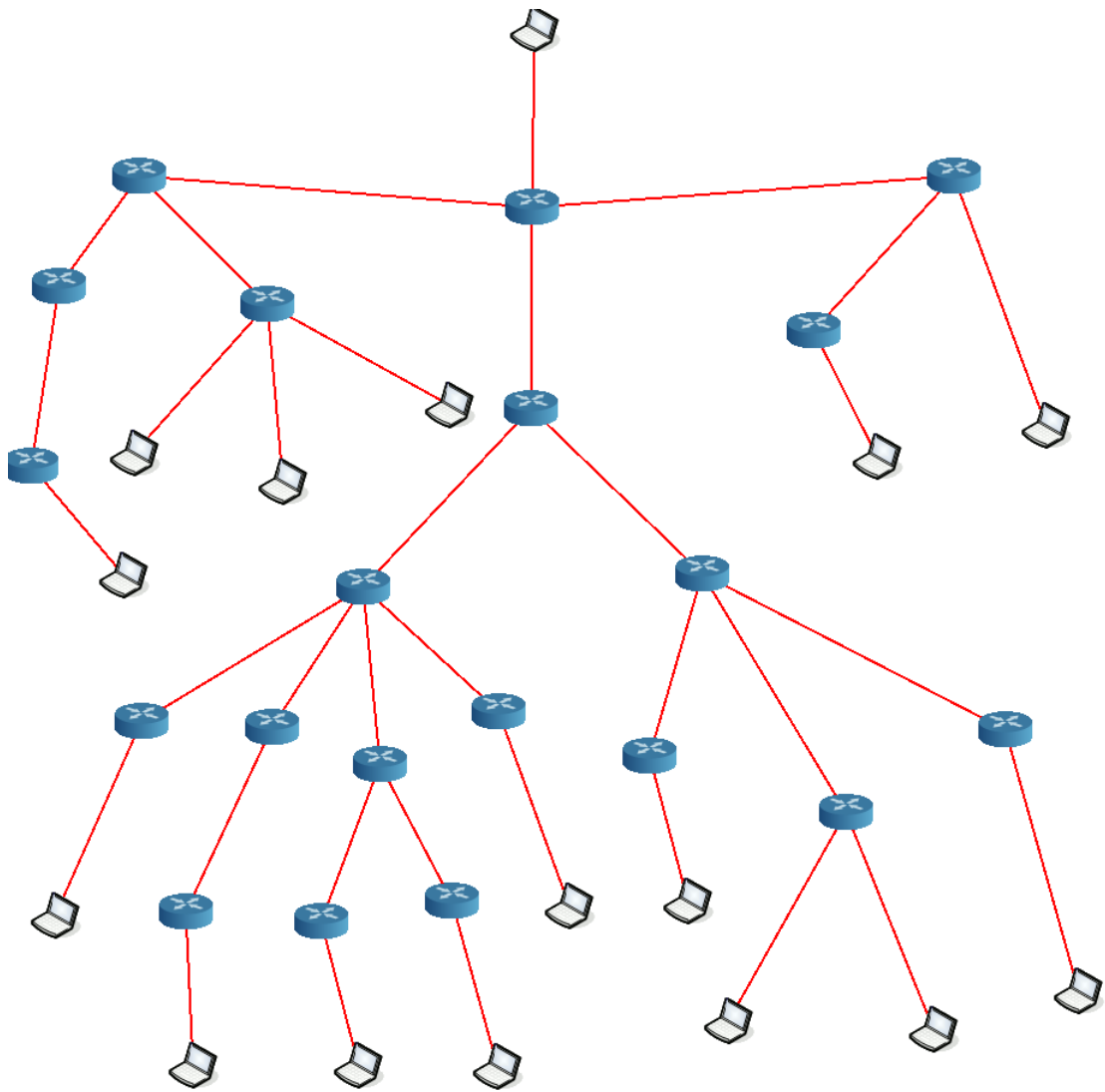
Σχήμα 3.4: Δυαδική Τοπολογία Μικρού Μεγέθους



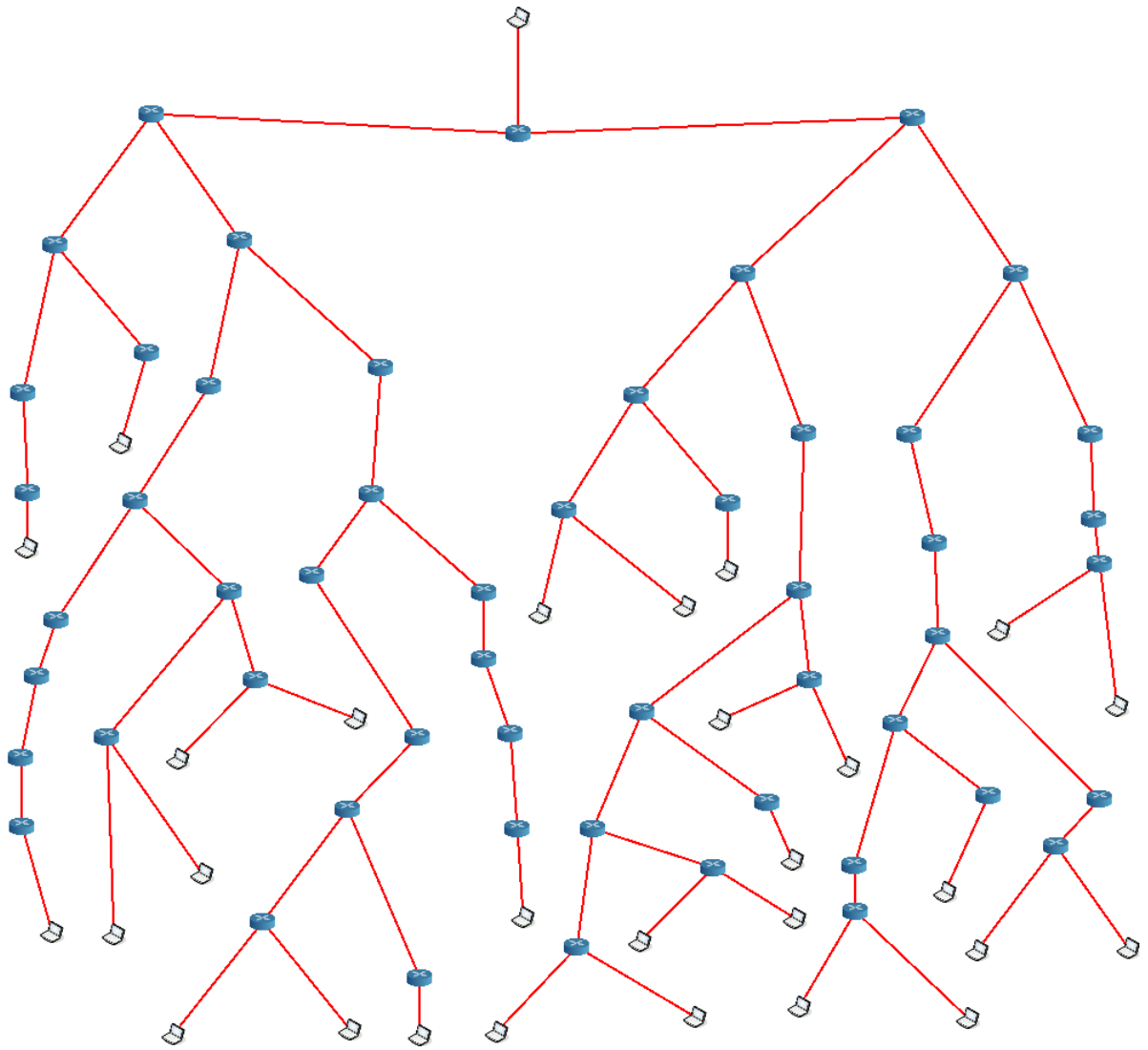
Σχήμα 3.5: Γενική Τοπολογία Μικρού Μεγέθους



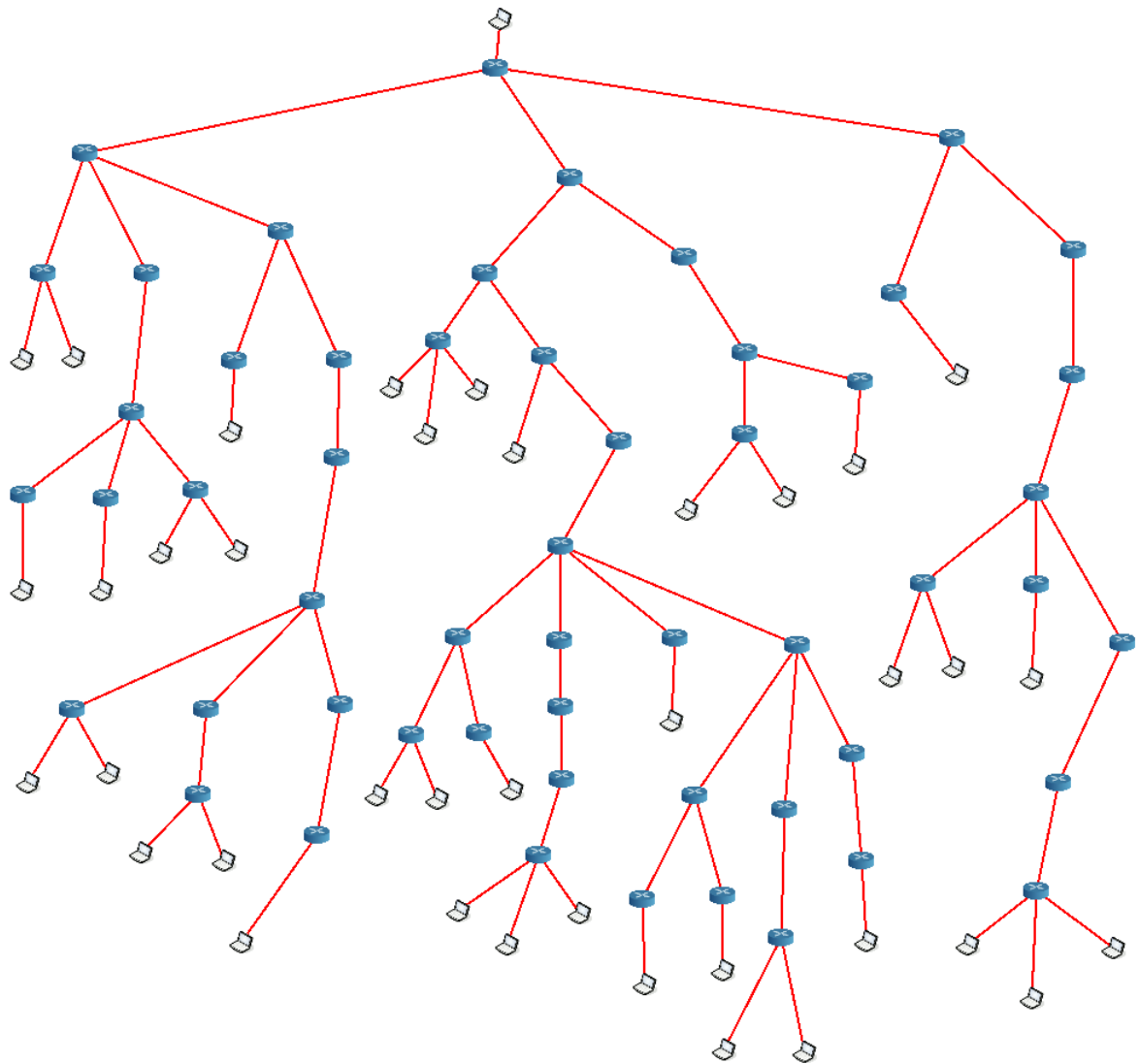
Σχήμα 3.6: Δυαδική Τοπολογία Μεσαίου Μεγέθους



Σχήμα 3.7: Γενική Τοπολογία Μεσαίου Μεγέθους



Σχήμα 3.8: Δυαδική Τοπολογία Μεγάλου Μεγέθους



Σχήμα 3.9: Γενική Τοπολογία Μεγάλου Μεγέθους

### 3.3 Αλγόριθμος και Πηγαίος Κώδικας

Ο αλγόριθμος ως είσοδο παίρνει τα δεδομένα από όλα τα tcpdumps καθώς και ένα επιπλέον αρχείο που δηλώνει τα ονόματα των κόμβων-προορισμών, άρα και του αντίστοιχου dump του καθενός. Στη συνέχεια, με βάση τις χρονικές στιγμές (timestamps) της κάθε καταγραφής και την ταυτότητα (id) του κάθε πακέτου προκύπτει, πρώτον σε ποιους προορισμούς έφθασε το συγκεκριμένο πακέτο, άρα που υπήρχε απώλεια, και δεύτερον πόσο χρόνο χρειάστηκε για να φθάσει στον κάθε προορισμό. Κατόπιν ο αλγόριθμος τρέχει δύο φορές, μία υπολογίζοντας ως παράμετρο την απώλεια ζεύξης και μία υπολογίζοντας ως παράμετρο τη διακύμανση της καθυστέρησης ζεύξης, παράγοντας κάθε φορά από μία εικόνα με την εκτιμώμενη τοπολογία και ένα αρχείο excel με την εκτιμώμενη τιμή των παραμέτρων για κάθε ζεύξη. Σημειώνεται ότι η εκτιμώμενη διακύμανση δεν αντιστοιχεί στο τετράγωνο του jitter που ορίζουμε οι ίδιοι στη ζεύξη διότι, σε αντίθεση με τον ορισμό που δώσαμε για το jitter στο Κεφάλαιο 2, στην περίπτωση του προσομοιωτή ως jitter ορίζεται η μέγιστη τιμή απόκλισης από την κεντρική τιμή καθυστέρησης, την οποία τιμή πλησιάζουν ελάχιστα πακέτα σε σχέση με το σύνολο άρα περιμένουμε η εκτίμηση να είναι λίγο μικρότερη αυτής. Ο αλγόριθμος για όλες τις παραμέτρους έχει ως χρόνο εκτέλεσης (runtime) από λίγα δευτερόλεπτα για την τοπολογία πειραματικού μεγέθους έως και μερικά λεπτά εν γένει, αν και μπορεί να ξεπεράσει και τη μία ώρα στη μεγάλη τοπολογία (αν αυξήσουμε τον αριθμό των probes). Η ταχύτητα εκτέλεσης εξαρτάται φυσικά και από την παράμετρο προς εξέταση, αφού για παράδειγμα ο χρόνος για την εκτίμηση των απωλειών ζεύξεων είναι σημαντικά μικρότερος από τον αντίστοιχο της διακύμανσης καθυστέρησης, αφού η μετατροπή των χρονικών στιγμών σε καθυστερήσεις είναι αρκετά χρονοβόρα, ιδίως όσο μεγαλώνει ο αριθμός των φύλλων του δένδρου. Τέλος, όπως θα αναλυθεί και στο επόμενο Κεφάλαιο, η επιλογή της παραμέτρου  $\Delta$ , η οποία χρησιμοποιείται στα γενικά δένδρα για την εύρεση αδελφικών σχέσεων μεταξύ κόμβων, ακολουθεί μεν τις βασικές αρχές που ορίζονται από τη θεωρία αλλά επιλέγεται μέσω της διαδικασίας δοκιμής και σφάλματος (trial-and-error) μέχρι να βρεθεί η τιμή αυτή η οποία μεγιστοποιεί την αποτελεσματικότητα του αλγορίθμου. Ακολουθούν τα αποτελέσματα των πειραματικών μετρήσεων που διεξάγαμε και η αξιολόγησή τους.



## Κεφάλαιο 4

# Αξιολόγηση Πειραμάτων

Για τα πειράματά μας χρησιμοποιούμε εν γένει 2000 probes, για να έχουμε ένα ικανοποιητικό αποτέλεσμα χωρίς να υπερφορτώνουμε το δίκτυό μας. Επίσης, έχουμε ως βάση μέτρησης τουλάχιστον 30 διαφορετικά πειράματα για κάθε τοπολογία, χωρίς να μετράμε σε αυτά επιπλέον πειράματα που γίνονται για σύγκριση και αξιολόγηση των συγκεκριμένων καταστάσεων σε κάθε περίπτωση. Φυσικά, όπως θα αναφέρουμε και αναλυτικότερα σε κάθε πείραμα, θα χρησιμοποιήσουμε και διαφορετικό αριθμό probes όπου το αποτέλεσμα δεν είναι ικανοποιητικό ή θέλουμε να εξάγουμε κάποια περαιτέρω συμπεράσματα. Επιπλέον, τα περισσότερα πειράματα γίνονται με περιοδική αποστολή probes, ενώ σε τυχαίες περιπτώσεις αλλάζουμε τα πακέτα σε κινήσεις τύπου burst και Poisson για να διαπιστώσουμε εάν υπάρχει διαφορά στα αποτελέσματα. Πρώτα θα αναλύσουμε τα αποτελέσματα του αλγορίθμου για δυαδικά δένδρα, ύστερα θα μελετήσουμε τις επιδόσεις στα μη-δυαδικά (γενικά) δένδρα, όπου, λόγω της εισαγωγής της επιπρόσθετης παραμέτρου  $\Delta$ , αυξάνεται και η πολυπλοκότητα, ενώ στο τέλος θα κάνουμε μία συνολική αποτίμηση και σύγκριση όλων των περιπτώσεων.

### 4.1 Αποτελέσματα για Δυαδικά Δένδρα

Αρχικά, μας ενδιαφέρει η αποτελεσματικότητα του αλγορίθμου στην ανακάλυψη της λογικής τοπολογίας του δικτύου, είτε έχουμε ως παράμετρο εισόδου την απώλεια πακέτων ή τη διακύμανση της καθυστέρησης των πακέτων της ζεύξης. Για αυτό μετράμε σε πόσα από τα πειράματά μας, η λογική τοπολογία που εκτιμήσαμε ανταποκρίνεται πλήρως στην πραγματική (ποσοστό πλήρως εκτιμώμενων δένδρων), καθώς και το ποσοστό των ζεύξεων που εκτιμήθηκαν σωστά στα δένδρα που δεν προέκυψε ακριβώς η σωστή τοπολογία (ποσοστό επιτυχίας μη πλήρως εκτιμώμενων δένδρων). Για τον υπολογισμό της δεύτερης τιμής, εργαζόμαστε ως εξής: για κάθε πείραμα εξετάζουμε σε κάθε κόμβο το ποσοστό των γειτόνων του (κόμβων που συνδέεται απευθείας μέσω ακμής) που έχουν εκτιμηθεί σωστά σε σχέση με

τους πραγματικούς του γείτονες. Για παράδειγμα, σε έναν εσωτερικό κόμβο με δύο παιδιά, εάν το ένα από τα παιδιά στην εκτιμώμενη τοπολογία δεν αντιστοιχεί στο σωστό κόμβο της πραγματικής τοπολογίας, τότε έχουν εκτιμηθεί σωστά οι δύο από τις τρεις ζεύξεις του. Εργαζόμενοι κατά αυτό τον τρόπο σε όλους τους κόμβους της τοπολογίας, βρίσκουμε το συνολικό ποσοστό όλου του δικτύου που έχει εκτιμηθεί ορθά. Σημειώνεται ότι, κατά τον υπολογισμό του ποσοστού, ο παρονομαστής ισούται με το διπλάσιο των ζεύξεων του δικτύου, αφού κάθε λάθος στην εκτίμηση της τοπολογίας υπολογίζεται δύο φορές (μία για κάθε κόμβο της ζεύξης όπου υπάρχει το σφάλμα). Επαναλαμβάνοντας τη διαδικασία για κάθε πείραμα, ο μέσος όρος όλων αυτών των ποσοστών ως προς το σύνολο των πειραμάτων αποτελεί και την τιμή που παρουσιάζουμε ως αποτέλεσμα στους πίνακες που ακολουθούν.

Μετά την ανακάλυψη της τοπολογίας, θέλουμε να δούμε πόσο ακριβείς ήταν οι εκτιμήσεις για τις παραμέτρους που υπολογίσαμε. Για την απώλεια ζεύξης, ενδιαφερόμαστε για τη μέγιστη απόκλιση της εκτιμώμενης τιμής από αυτή που θέσαμε ως παράμετρο στη ζεύξη (*μέση μέγιστη απόκλιση εκτίμησης απωλειών ζεύξης*). Η τιμή της υπολογίζεται από το μέσο όρο της μέγιστης απόκλισης κάθε πειράματος, όπου ως μέγιστη απόκλιση θεωρούμε τη μεγαλύτερη διαφορά μεταξύ της εκτιμώμενης τιμής της παραμέτρου της ζεύξης και αυτής που θέσαμε οι ίδιοι μέσω του προγράμματος. Ο υπολογισμός αφορά μόνο τις περιπτώσεις που η εκτίμηση της λογικής τοπολογίας ήταν επιτυχημένη. Σημειώνεται ότι η παράμετρος που θέτουμε δεν είναι αναγκαστικά η πραγματική τιμή του δικτύου αφού υπάρχουν πιθανές αποκλίσεις της τάξης του 0.1-0.8% (η απόκλιση μεγαλώνει όσο μεγαλύτερη και η τιμή που βάζουμε), άρα όσο η απόκλισή μας κυμαίνεται κοντά σε αυτή τη τιμή, μπορούμε να θεωρήσουμε ότι η εκτίμηση είναι ικανοποιητικά ακριβής. Για τη διακύμανση της καθυστέρησης, και έχοντας στο νου το πως λειτουργεί η παράμετρος jitter στο πρόγραμμά μας (βλ. Κεφάλαιο 3), αρκεί να διαπιστώσουμε πότε η εκτίμησή μας βρίσκεται εντός των ορίων που θέσαμε εμείς ως jitter, δηλαδή υπολογίζουμε το ποσοστό των ζεύξεων που ικανοποιούν αυτή την προϋπόθεση και ύστερα εξάγουμε το μέσο όρο των ποσοστών αυτών για όλα τα πειράματα.

Επίσης, όταν δεν έχουμε απώλειες σε καμία ζεύξη του δικτύου, ο αλγόριθμος δεν λειτουργεί σωστά για παράμετρο εισόδου τις απώλειες ζεύξεων, όπως είναι αναμενόμενο με βάση τον τρόπο λειτουργίας του αλγορίθμου, για αυτό και δεν λαμβάνουμε αυτή την περίπτωση υπόψη στα αποτελέσματα της συγκεκριμένης παραμέτρου (υπολογίζεται κανονικά στα αποτελέσματα της διακύμανσης καθυστέρησης). Το ίδιο συμβαίνει και στην αντίθετη περίπτωση όταν θέσουμε σε όλες τις ζεύξεις την ίδια καθυστέρηση και μηδενικό jitter με τον αλγόριθμο μεν να παρουσιάζει λίγο καλύτερη συμπεριφορά, αλλά εφόσον και αυτή δεν αποτελεί ενδεικτική περίπτωση, δεν την λαμβάνουμε υπόψιν.

### 4.1.1 Δυαδικό Δένδρο Πειραματικού Μεγέθους

Η περίπτωση αυτή, αν και μικρή και χωρίς δυνατότητα για πολλές παρεκκλίσεις, υπολογίζεται με απόλυτη επιτυχία όσον αφορά τη τοπολογία και με αρκετά καλή εκτίμηση των παραμέτρων από τον αλγόριθμο. Σημειώνεται ότι ο αλγόριθμος επιστρέφει επιτυχή αποτελέσματα και όταν χρησιμοποιούμε ροές burst και Poisson καθώς και με ελάχιστο αριθμό probes (δοκιμή έως και 100 probes το ελάχιστο). Αναλυτικά, τα αποτελέσματα φαίνονται στον πίνακα 4.1:

Πίνακας 4.1: Αποτελέσματα Δυαδικού Δένδρου Πειραματικού Μεγέθους

<b>Απώλειες Ζεύξης</b>	
Ποσοστό Πλήρως Εκτιμώμενων Δένδρων	100%
Ποσοστό Επιτυχίας μη Πλήρως Εκτιμώμενων Δένδρων	100%
Μέση Μέγιστη Απόκλιση Εκτίμησης Απωλειών Ζεύξης	0.889%
<b>Διακύμανση Καθυστέρησης Ζεύξης</b>	
Ποσοστό Πλήρως Εκτιμώμενων Δένδρων	100%
Ποσοστό Επιτυχίας μη Πλήρως Εκτιμώμενων Δένδρων	100%
Ποσοστό Επιτυχημένης Εκτίμησης Διακύμανσης	100%

### 4.1.2 Δυαδικό Δένδρο Μικρού Μεγέθους

Η τοπολογία αυτού του μεγέθους ενδείκνυται περισσότερο για συμπεράσματα αναφορικά με την αποδοτικότητα του αλγορίθμου σε μικρές πραγματικές τοπολογίες. Όπως φαίνεται και στα αποτελέσματα του πίνακα 4.2, ο αλγόριθμος είναι μεν αρκετά αποτελεσματικός αλλά δεν επιτυγχάνει πλήρως την ανακάλυψη της τοπολογίας σε κάποιες περιπτώσεις, συγκεκριμένα στις περιπτώσεις όπου μία ζεύξη έχει αρκετά μεγαλύτερη ή μικρότερη τιμή από τις άλλες. Το σφάλμα που παρατηρείται είναι η λάθος τοποθέτηση δύο κόμβων-προορισμών που απέχουν μεταξύ τους 2 βήματα, δηλαδή η εναλλαγή ενός κόμβου με τον αδερφό (γείτονα) του γονέα του. Εάν διπλασιάσουμε, όμως, τον αριθμό των probes σε 4000 και επαναλάβουμε τα πειράματα, τότε βλέπουμε ότι ο αλγόριθμος έχει 100% επιτυχία. Θεωρήσαμε ορθότερο να παρουσιάσουμε τα αναλυτικά αποτελέσματα για 2000 probes για να δείξουμε τη μεταβολή της αποδοτικότητας όσο αυξάνεται το μέγεθος της τοπολογίας και ο αριθμός των probes, καθώς και γιατί τα λάθη του αλγορίθμου εμφανίστηκαν σε ακραίες περιπτώσεις που δείχνουν και τα όριά του. Η μεταβολή αυτή θα γίνει ακόμα πιο εμφανής στις μεγαλύτερες τοπολογίες.

Πίνακας 4.2: Αποτελέσματα Δυαδικού Δένδρου Μικρού Μεγέθους

<b>Απώλειες Ζεύξης</b>	
Ποσοστό Πλήρως Εκτιμώμενων Δένδρων	93.33%
Ποσοστό Επιτυχίας μη Πλήρως Εκτιμώμενων Δένδρων	84.62%
Μέση Μέγιστη Απόκλιση Εκτίμησης Απωλειών Ζεύξης	0.914%
<b>Διακύμανση Καθυστέρησης Ζεύξης</b>	
Ποσοστό Πλήρως Εκτιμώμενων Δένδρων	93.33%
Ποσοστό Επιτυχίας μη Πλήρως Εκτιμώμενων Δένδρων	84.62%
Ποσοστό Επιτυχημένης Εκτίμησης Διακύμανσης	100%

### 4.1.3 Δυαδικό Δένδρο Μεσαίου Μεγέθους

Μεγαλώνοντας την τοπολογία και με βάση τα αποτελέσματα του πίνακα 4.3, παρατηρούμε ότι ο αλγόριθμος επιδεικνύει λίγο διαφορετική συμπεριφορά για καθεμιά από τις παραμέτρους. Όσον αφορά τις απώλειες ζεύξης, βλέπουμε ότι ο αλγόριθμος για 2000 probes έχει την ίδια σχεδόν αποτελεσματικότητα με πριν και μάλιστα η αποτυχία του είναι στις ίδιες περιπτώσεις, δηλαδή όταν κάποιες ζεύξεις έχουν αρκετά μεγαλύτερες ή μικρότερες τιμές από τις άλλες. Η διαφορά με πριν είναι ότι αν επαναλάβουμε τα πειράματα αυξάνοντας τον αριθμό των probes (δοκιμή με 8000 και 10000) δεν καταφέρνουμε την ανακάλυψη της λογικής τοπολογίας χωρίς σφάλματα, αφού η καλύτερη δυνατή εκτίμηση εκτιμά την τοπολογία ορθά κατά 91.30%. Τα παραπάνω μας δείχνουν ότι, όσο μεγαλώνει η τοπολογία, μη φυσιολογικές συμπεριφορές σε ζεύξη δημιουργούν μεγαλύτερα σφάλματα αφού συνήθως πρώτον επηρεάζουν μεγαλύτερο αριθμό κόμβων και δεύτερον γιατί έχοντας να συγκριθούν περισσότεροι κόμβοι-φύλλα μεταξύ τους, αυξάνεται η πιθανότητα να υπάρξει λάθος κατά την εκτίμηση.

Η διακύμανση της καθυστέρησης παρουσιάζει μικρότερη επιτυχία ως παράμετρος, χωρίς να παύει να θεωρείται και αυτή ικανοποιητικά ακριβής. Όπως και στην περίπτωση των απωλειών ζεύξης, τα σφάλματα παρουσιάζονται συνήθως όταν μία ζεύξη έχει πολύ μεγαλύτερη τιμή από τις υπόλοιπες. Η διαφορά των παραμέτρων μας δείχνει και την ευαισθησία τους σε απότομες αλλαγές συμπεριφοράς μιας ζεύξης σε σχέση με τις υπόλοιπες. Ενδιαφέρον παρουσιάζει η επανάληψη πειραμάτων με μεγαλύτερο αριθμό probes (μέχρι και με 8000) όπου ο αλγόριθμός αποδίδει είτε το ίδιο είτε και χειρότερα σε κάποιες περιπτώσεις. Ακόμη και όταν αποδίδει καλύτερα, η βελτίωση αυτή είναι μικρή και δεν δικαιολογεί τη μεγάλη αύξηση του χρόνου εκτέλεσης (από τα 2 λεπτά ξεπερνάει τα 10 ή 30 λεπτά για 4000 και 8000 probes αντίστοιχα). Τα αποτελέσματα των πειραμάτων φαίνονται στον πίνακα 4.3:

Πίνακας4.3: Αποτελέσματα Δυαδικού Δένδρου Μεσαίου Μεγέθους

<b>Απώλειες Ζεύξης</b>	
Ποσοστό Πλήρως Εκτιμώμενων Δένδρων	90.00%
Ποσοστό Επιτυχίας μη Πλήρως Εκτιμώμενων Δένδρων	84.05%
Μέση Μέγιστη Απόκλιση Εκτίμησης Απωλειών Ζεύξης	0.963%
<b>Διακύμανση Καθυστέρησης Ζεύξης</b>	
Ποσοστό Πλήρως Εκτιμώμενων Δένδρων	83.33%
Ποσοστό Επιτυχίας μη Πλήρως Εκτιμώμενων Δένδρων	86.09%
Ποσοστό Επιτυχημένης Εκτίμησης Διακύμανσης	100%

#### 4.1.4 Δυαδικό Δένδρο Μεγάλου Μεγέθους

Αρχικά, να σημειώσουμε ότι σε δένδρα τέτοιων μεγεθών γίνεται εμφανέστατη η διαφορά στην ταχύτητα εκτέλεσης του αλγορίθμου για κάθε παράμετρο. Για τις απώλειες ζεύξης, ακόμη και με παραπάνω probes χρειάζονται ελάχιστα δευτερόλεπτα για την εκτέλεση του κώδικα, τη στιγμή που για τη διακύμανση απαιτούνται τουλάχιστον 10 λεπτά στην περίπτωση των μόλις 2000 probes.

Για τις απώλειες ζεύξης, η συμπεριφορά ήταν η αναμενόμενη. Το ποσοστό επιτυχίας μειώθηκε λίγο αφού αυξάνοντας την τοπολογία, αυξάνουμε ταυτόχρονα και τον αριθμό των ζεύξεων άρα και την πιθανότητα μία ζεύξη να έχει απρόσμενη συμπεριφορά, δηλαδή κάποια τιμή αρκετά μεγαλύτερη των υπολοίπων ζεύξεων του δικτύου. Αυξάνοντας τον αριθμό των probes, παρατηρούμε μία ελαφρά αύξηση στην αποτελεσματικότητα του αλγορίθμου στις κανονικές περιπτώσεις χωρίς να αντιμετωπίζεται πάντα η αδυναμία του στις προαναφερθείσες ακραίες περιπτώσεις. Αξίζει να σημειωθεί ότι η σημαντική αύξηση στο ποσοστό επιτυχίας των μη πλήρως εκτιμημένων δένδρων δικαιολογείται από τον τρόπο που επιλέξαμε να υπολογίζουμε το πόσο κοντά στην πραγματική τοπολογία είναι η εκτιμημένη. Συνεπώς, ανεξάρτητα από το εάν το σφάλμα έχει συμβεί σε υψηλότερο κόμβο του δένδρου, άρα επηρεάζοντας την πραγματική θέση όλων των κόμβων που βρίσκονται χαμηλότερα από αυτόν, ενδιαφερόμαστε κατά πόσο το λάθος αυτό επηρεάζει τους άμεσους γείτονες. Αφού, λοιπόν, οι χαμηλότεροι κόμβοι είναι εκτιμημένοι ορθά και τα σφάλματα εμφανίζονται σε ένα μικρότερο τμήμα του δικτύου σε σχέση με προηγουμένως (σφάλμα σε περίπου ίσο αριθμό κόμβων σε μεγαλύτερη τοπολογία), το τελικό ποσοστό είναι αυξημένο. Τέλος, ακόμα και σε τοπολογίες τέτοιου μεγέθους, η εκτίμηση της παραμέτρου εμφανίζει στη χειρότερη περίπτωση απόκλιση γύρω στο 1% με τις περισσότερες εκτιμήσεις να είναι από ίδιες έως διαφορετικές κατά 0.3%, δείχνοντας ότι ο αλγόριθμος λειτουργεί πολύ καλά στο κομμάτι της εκτίμησης ανεξάρτητα από το μέγεθος του δικτύου.

Παρόμοια αποτελέσματα παρατηρούμε και στη διακύμανση. Έχουμε μια ελαφρά μείωση στα ποσοστά επιτυχίας που οφείλονται στους ίδιους λόγους με πριν. Η αύξηση του αριθμού των probes οδηγεί σε λίγο μεγαλύτερη αποτελεσματικότητα, αλλά συγκριτικά με την απώλεια, όπου η αύξησή των probes συνεπάγεται αύξηση λίγων λεπτών στο χρόνο εκτέλεσης, εδώ ο χρόνος εκτέλεσης φτάνει τη μία και τις δύο ώρες για 4000 και 8000 probes αντίστοιχα. Οι ακραίες περιπτώσεις τιμών των παραμέτρων στις ζεύξεις αποτελούν και πάλι τη συνηθέστερη αιτία μη διορθώσιμων σφαλμάτων. Γενικά, πάντως, βλέπουμε μία αρκετά ικανοποιητική συμπεριφορά από τον αλγόριθμο σε μία ιδιαίτερα μεγάλη και απαιτητική τοπολογία, δείχνοντας ότι ο αλγόριθμος RNJ μπορεί να χρησιμοποιηθεί με ακρίβεια σε όλα τα δυαδικά δένδρα ανεξάρτητα από το μέγεθός τους.

Πίνακας 4.4: Αποτελέσματα Δυαδικού Δένδρου Μεγάλου Μεγέθους

<b>Απώλειες Ζεύξης</b>	
Ποσοστό Πλήρως Εκτιμώμενων Δένδρων	86.66%
Ποσοστό Επιτυχίας μη Πλήρως Εκτιμώμενων Δένδρων	96.51%
Μέση Μέγιστη Απόκλιση Εκτίμησης Απωλειών Ζεύξης	1.08%
<b>Διακύμανση Καθυστερήσης Ζεύξης</b>	
Ποσοστό Πλήρως Εκτιμώμενων Δένδρων	80.00%
Ποσοστό Επιτυχίας μη Πλήρως Εκτιμώμενων Δένδρων	94.14%
Ποσοστό Επιτυχημένης Εκτίμησης Διακύμανσης	100%

## 4.2 Αποτελέσματα για Γενικά Δένδρα

Στα μη-δυαδικά δένδρα, πέραν των στοιχείων που υπολογίζουμε ήδη και στα δυαδικά, μας ενδιαφέρει και η τιμή της παραμέτρου  $\Delta$ . Συγκεκριμένα, θέλουμε να δούμε εάν η θεωρητική τιμή του  $\Delta$ , δηλαδή ότι το  $\Delta$  είναι ίσο με τη μικρότερη τιμή της παραμέτρου μεταξύ όλων των ζεύξεων του δικτύου, είναι και αυτή που μας δίνει τα καλύτερα αποτελέσματα. Για αυτό, υπολογίζουμε το ποσοστό των πειραμάτων, στα οποία η θεωρητική τιμή του  $\Delta$  δίνει την πιο σωστή εκτίμηση της τοπολογίας σε σχέση με το σύνολο των πειράματων (*Ποσοστό επιτυχίας με θεωρητική τιμή του  $\Delta$* ). Σημειώνεται ότι για τη διακύμανση της καθυστέρησης δεν έχουμε την ακριβή τιμή (μέσω του jitter που εισάγουμε οι ίδιοι), σε αντίθεση με τις απώλειες. Αντίθετα, έχουμε ένα διάστημα πιθανών τιμών για αυτό και εάν η αποδοτική τιμή του  $\Delta$  βρίσκεται σε αυτό το διάστημα, τη θεωρούμε επιτυχημένη. Το διάστημα προκύπτει από την τιμή που εισάγουμε στην παράμετρο καθώς και από πειράματα σε ζεύξεις με τις

συγκεκριμένες τιμές, όπου υπολογίζουμε αναλυτικά τη διακύμανση (variance) της ροής. Κατά τα άλλα, η υπόλοιπη διαδικασία και μεθοδολογία παραμένει ακριβώς η ίδια.

#### 4.2.1 Γενικό Δένδρο Πειραματικού Μεγέθους

Όπως και στα δυαδικά δένδρα, στην τοπολογία πειραματικού μεγέθους υπάρχει απόλυτη επιτυχία στις εκτιμήσεις. Αυτό οφείλεται κυρίως στο μικρό αριθμό των κόμβων, που ακόμη και στις ακραίες αλλά πιθανές περιπτώσεις, δυσκολεύει την πιθανότητα λάθους. Περιπτώσεις όπου υπάρχει διαφορά απωλειών μεγαλύτερη του 15% μεταξύ δύο κόμβων ή που το jitter είναι της τάξης κάποιων microseconds δε μπορούν να θεωρηθούν περιπτώσεις πραγματικού δικτύου για αυτό και δεν λαμβάνονται υπόψιν, αλλά αναφέρονται προκειμένου να δοθεί μια εικόνα των ορίων του αλγορίθμου σε μία τοπολογία τέτοιου μεγέθους. Αναλυτικά, τα αποτελέσματα φαίνονται στον πίνακα 4.5:

Πίνακας 4.5: Αποτελέσματα Γενικού Δένδρου Πειραματικού Μεγέθους

<b>Απώλειες Ζεύξης</b>	
Ποσοστό Πλήρως Εκτιμώμενων Δένδρων	100%
Ποσοστό Επιτυχίας μη Πλήρως Εκτιμώμενων Δένδρων	100%
Μέση Μέγιστη Απόκλιση Εκτίμησης Απωλειών Ζεύξης	0.617%
Ποσοστό επιτυχίας με θεωρητική τιμή του $\Delta$	100%
<b>Διακύμανση Καθυστερήσης Ζεύξης</b>	
Ποσοστό Πλήρως Εκτιμώμενων Δένδρων	100%
Ποσοστό Επιτυχίας μη Πλήρως Εκτιμώμενων Δένδρων	100%
Ποσοστό Επιτυχημένης Εκτίμησης Διακύμανσης	100%
Ποσοστό επιτυχίας με θεωρητική τιμή του $\Delta$	100%

#### 4.2.2 Γενικό Δένδρο Μικρού Μεγέθους

Συγκρίνοντας τα αποτελέσματα του πίνακα 4.6 με τα αντίστοιχα των δυαδικών δένδρων μικρού μεγέθους, προκύπτουν διάφορα ενδιαφέροντα συμπεράσματα. Αρχικά, παρατηρούμε ότι τώρα, για παράμετρο την απώλεια πακέτων, υπάρχει απόλυτη επιτυχία του αλγορίθμου, αφού υπήρξε σωστή εκτίμηση ακόμη και σε ακραίες περιπτώσεις. Καταλαβαίνουμε, λοιπόν, ότι ο αλγόριθμος έχει τη δυνατότητα να εκτιμήσει σωστά ακόμη και ακραίες συμπεριφορές του δικτύου ανάλογα την τοπολογία και τις τιμές των παραμέτρων. Όσον αφορά τη διακύμανση,

ο αλγόριθμος αποδίδει χειρότερα ήδη από τη τοπολογία μικρού μεγέθους και γενικώς στα πειράματά μας φάνηκε ότι είναι πιο ευαίσθητη παράμετρος, δηλαδή αλλαγές στην τιμή του  $\Delta$  επηρεάζουν αρκετά την τελική εκτίμηση. Γενικώς, όμως, αποτελεί παράμετρο που μπορεί να αξιοποιηθεί με την ίδια αποτελεσματικότητα σε κανονική λειτουργία ενός δικτύου και να επιστρέψει ακριβέστερες εκτιμήσεις των παραμέτρων.

Πίνακας 4.6: Αποτελέσματα Γενικού Δένδρου Μικρού Μεγέθους

<b>Απώλειες Ζεύξης</b>	
Ποσοστό Πλήρως Εκτιμώμενων Δένδρων	100%
Ποσοστό Επιτυχίας μη Πλήρως Εκτιμώμενων Δένδρων	100%
Μέση Μέγιστη Απόκλιση Εκτίμησης Απωλειών Ζεύξης	0.796%
Ποσοστό επιτυχίας με θεωρητική τιμή του $\Delta$	100%
<b>Διακύμανση Καθυστέρησης Ζεύξης</b>	
Ποσοστό Πλήρως Εκτιμώμενων Δένδρων	93.33%
Ποσοστό Επιτυχίας μη Πλήρως Εκτιμώμενων Δένδρων	84.62%
Ποσοστό Επιτυχημένης Εκτίμησης Διακύμανσης	100%
Ποσοστό επιτυχίας με θεωρητική τιμή του $\Delta$	100%

### 4.2.3 Γενικό Δένδρο Μεσαίου Μεγέθους

Μεγαλώνοντας την τοπολογία, ο αλγόριθμος συνεχίζει να συμπεριφέρεται όπως αναμενόταν. Στις απώλειες παρατηρούμε τα ίδια ακριβώς ποσοστά επιτυχίας στην εκτίμηση, ενώ η μικρή αύξηση στο πόσο κοντά στις πραγματικές είναι οι μη απόλυτα σωστά εκτιμώμενες τοπολογίες οφείλεται στο γεγονός ότι σε ένα γενικό δένδρο, λόγω της ύπαρξης πολλαπλών αδερφιών, τα σφάλματα στη λογική τοπολογία συνήθως επηρεάζουν λιγότερους κόμβους. Επίσης, ο αλγόριθμος κατάφερε να προβλέψει ακόμα και ακραίες περιπτώσεις που στην περίπτωση των δυαδικών δένδρων είχε παρουσιάσει σφάλμα, δείχνοντας και σε ένα βαθμό τη σημασία που έχει στο σχεδιασμό δικτύων υπολογιστών το να αποφεύγεται η δημιουργία δένδρων μεγάλου ύψους (αφού εν γένει τα δυαδικά δένδρα είναι μεγαλύτερου ύψους από ένα γενικό ίδιου αριθμού κόμβων).

Η διακύμανση, από την άλλη πλευρά, δεν είναι το ίδιο αποδοτική ως παράμετρος και τα αποτελέσματα ενισχύουν την υπόθεση που κάναμε πριν σχετικά με τη μεγαλύτερη ευαισθησία της παραμέτρου στα γενικά δένδρα. Όπως και στα δυαδικά δένδρα, αύξηση του αριθμού των probes είτε βελτιώνει λίγο τα ποσοστά επιτυχίας είτε μειώνει το σφάλμα ανά τοπολογία, χωρίς να μπορεί πάλι να εκτιμήσει σωστά τις ακραίες περιπτώσεις. Αναλυτικά, τα αποτελέσματα



φαίνονται στον πίνακα 4.7:

Πίνακας4.7: Αποτελέσματα Γενικού Δένδρου Μεσαίου Μεγέθους

<b>Απώλειες Ζεύξης</b>	
Ποσοστό Πλήρως Εκτιμώμενων Δένδρων	90.00%
Ποσοστό Επιτυχίας μη Πλήρως Εκτιμώμενων Δένδρων	89.80%
Μέση Μέγιστη Απόκλιση Εκτίμησης Απωλειών Ζεύξης	0.858%
Ποσοστό επιτυχίας με θεωρητική τιμή του $\Delta$	100%
<b>Διακύμανση Καθυστέρησης Ζεύξης</b>	
Ποσοστό Πλήρως Εκτιμώμενων Δένδρων	80.00%
Ποσοστό Επιτυχίας μη Πλήρως Εκτιμώμενων Δένδρων	87.68%
Ποσοστό Επιτυχημένης Εκτίμησης Διακύμανσης	100%
Ποσοστό επιτυχίας με θεωρητική τιμή του $\Delta$	100%

#### 4.2.4 Γενικό Δένδρο Μεγάλου Μεγέθους

Η μεγάλη τοπολογία είναι αυτή που δείχνει καλύτερα τη διαφορά στη συμπεριφορά του αλγορίθμου για κάθε παράμετρο. Αρχικά, για τις απώλειες ζεύξεων, παρατηρούμε ότι τα αποτελέσματα είναι αρκετά ικανοποιητικά και δεν διαφέρουν από αυτά των δυαδικών δένδρων, επιβεβαιώνοντας την ικανότητα της παραμέτρου να χρησιμοποιηθεί αξιόπιστα και στις δυσκολότερες τοπολογίες.

Αντίθετα, η διακύμανση φαίνεται να μην μπορεί να χρησιμοποιηθεί με τα ίδια ποσοστά επιτυχίας όσο αυξάνεται το μέγεθος της τοπολογίας σε ένα γενικό δένδρο. Τα αποτελέσματα του πίνακα 4.8 αφορούν και πάλι 2000probes, ενώ πειράματα με 4000 probes αύξησαν ελαφρά την επιτυχία στο 75% καθώς μείωσαν σχετικά τα σφάλματα ανά λάθος τοπολογία, αυξάνοντας ταυτόχρονα το χρόνο εκτέλεσης από τα 10 λεπτά στα 90. Μία ακόμα σημαντική διαφορά, που έγινε εμφανής στα πειράματα, είναι το πόσο ευκολότερα μπορεί να επιλεγεί μια σωστή τιμή για το  $\Delta$  στην περίπτωση των απωλειών σε σχέση με τη καθυστέρηση, γεγονός που θα αναλυθεί ενδελεχώς στο επόμενο μέρος.

Αναλυτικά, τα αποτελέσματα για τα γενικά δένδρα μεγάλου μεγέθους είναι τα εξής:

Πίνακας 4.8: Αποτελέσματα Γενικού Δένδρου Μεγάλου Μεγέθους

<b>Απώλειες Ζεύξης</b>	
Ποσοστό Πλήρως Εκτιμώμενων Δένδρων	83.33%
Ποσοστό Επιτυχίας μη Πλήρως Εκτιμώμενων Δένδρων	94.61%
Μέση Μέγιστη Απόκλιση Εκτίμησης Απωλειών Ζεύξης	0.978%
Ποσοστό επιτυχίας με θεωρητική τιμή του $\Delta$	100%
<b>Διακύμανση Καθυστέρησης Ζεύξης</b>	
Ποσοστό Πλήρως Εκτιμώμενων Δένδρων	66.67%
Ποσοστό Επιτυχίας μη Πλήρως Εκτιμώμενων Δένδρων	94.23%
Ποσοστό Επιτυχημένης Εκτίμησης Διακύμανσης	100%
Ποσοστό επιτυχίας με θεωρητική τιμή του $\Delta$	100%

## 4.3 Σύγκριση και Ανάλυση Αποτελεσμάτων

### 4.3.1 Συνολική Εικόνα

Ο αλγόριθμος RNJ απέδωσε σε γενικές γραμμές αρκετά καλά για όλες τις τοπολογίες και για όλα τα μεγέθη στα οποία τον δοκιμάσαμε. Στις μικρότερες τοπολογίες υπήρχε απόλυτη επιτυχία, ενώ όσο αυξάνονταν ο αριθμός των κόμβων, το ποσοστό αυτό μειωνόταν μεν και υπήρχαν περιπτώσεις που δεν υπήρχε απόλυτα σωστή εκτίμηση αλλά αφορούσε κυρίως περιπτώσεις μη φυσιολογικής λειτουργίας του δικτύου. Οι απώλειες ζεύξης αποτελούσαν σταθερά καλύτερη παράμετρο για την εκτίμηση τόσο ως προς το ποσοστό επιτυχίας τους όσο και ως προς τον απαιτούμενο χρόνο εκτέλεσης. Η διακύμανση στην καθυστέρηση φάνηκε ανεπαρκής ως παράμετρος μόνο στην περίπτωση του γενικού δένδρου μεγάλου μεγέθους, κυρίως διότι ως παράμετρος φάνηκε αρκετά πιο ευαίσθητη σε όλα τα πειράματα γενικών δένδρων. Αύξηση του αριθμού των probes που χρησιμοποιούμε σήμαινε καλύτερη εκτίμηση της τοπολογίας και των παραμέτρων, αν και θα πρέπει να σημειώσουμε ότι σε αντίθεση με τα συμπεράσματα των Jian Ni και Sekhar Tatikonda [6], σε συγκεκριμένες τοπολογίες και τιμές παραμέτρων, όσα probes και να χρησιμοποιούσαμε, ήταν αδύνατο να εκτιμήσουμε σωστά τη τοπολογία. Εν συνεχεία, παρουσιάζουμε αναλυτικά τα συμπεράσματά μας για κάθε τμήμα της πειραματικής διαδικασίας.

### 4.3.2 Ανακάλυψη Λογικής Τοπολογίας

Όπως προαναφέραμε, και οι δύο παράμετροι εκτιμούσαν σωστά την πλειοψηφία των τοπολογιών με τις απώλειες να προτιμώνται πάντα έναντι της διακύμανσης με βάση τα αποτελέσματα.

Ειδικά στα μεγάλα γενικά δένδρα, η διακύμανση παρουσίαζε σφάλματα ακόμα και σε δίκτυα που παρουσίαζαν φυσιολογική συμπεριφορά, δηλαδή κοντινές τιμές χωρίς κάποια ακραία τιμή σε οποιαδήποτε ζεύξη ή γενικώς μη φυσιολογικές τιμές ζεύξεων (λίγα microseconds). Πέραν αυτής της περίπτωσης, όλα τα σφάλματα που παρουσιάζονταν οφείλονταν σε δύο κύριους λόγους:

- *Ακραίες Τιμές:* Όταν μία ζεύξη είχε αρκετά μεγαλύτερη τιμή από τις υπόλοιπες, τότε ο αλγόριθμος αδυνατούσε να εκτιμήσει σωστά τη θέση αυτής της ζεύξης στην τοπολογία. Ακραία τιμή για τις απώλειες μπορούσε να θεωρηθεί διαφορά μεγαλύτερη του 8% για ζεύξεις που οι υπόλοιπες κυμαίνονταν σε απώλειες 0-2%, ή μεγαλύτερη του 15% όταν οι υπόλοιπες κυμαίνονται από 1 έως 10%. Αντίστοιχα, για τη διακύμανση μεγάλη διαφορά στο jitter που εισάγαμε μπορούσε να θεωρηθεί αυτή των 10 milliseconds για ζεύξεις των 1-3 ms ή 20 ms για ζεύξεις των 2-10 ms. Έχοντας κατά νου ότι, για παράδειγμα, η Cisco θεωρεί αποδεκτή τιμή για packet loss κάτω του 1% και αποδεκτή τιμή για jitter κάτω από τα 30 ms, γίνεται κατανοητό ότι οι τιμές που θεωρούμε εμείς ακραίες συνάδουν με αυτές που θεωρούνται μη φυσιολογικές σε ένα πραγματικό δίκτυο.
- *Ίδια Μονοπάτια:* Σφάλματα, με μικρότερη συχνότητα, υπήρχαν και όταν θέταμε με τέτοιο τρόπο τις τιμές των ζεύξεων έτσι ώστε άσχετα μεταξύ τους μονοπάτια, δηλαδή μονοπάτια που δεν κατέληγαν σε κόμβους-αδέρφια, να έχουν ίδια τιμή και οι ζεύξεις του καθενός να έχουν κοντινές μεταξύ τους τιμές. Τότε, ο αλγόριθμος αδυνατούσε κάποιες φορές να αναγνωρίσει τα σωστά αδέρφια, παράγοντας λάθος τοπολογία. Παρόλα αυτά, το σφάλμα αυτό, πέρα από τη μικρή πιθανότητα να έχουν ταυτόχρονα πολλές ζεύξεις την ίδια τιμή, εξαρτάται και σε μεγάλο βαθμό από την κάθε τοπολογία αφού δεν ήταν τόσο συστηματικό όσο το άλλο, δηλαδή δεν μπορούσαμε να το αναπαράγουμε με την ίδια ευκολία. Είναι, όμως, ένα ζήτημα που οφείλουμε να έχουμε στο νου όταν χρησιμοποιούμε αλγορίθμους τομογραφίας, αφού παράγει ένα σφάλμα που ούτε μπορούμε να ελέγξουμε, ούτε μπορεί να μας δώσει κάποια σαφή συμπεράσματα για την τοπολογία μας.

Επίσης, όπως αναφέραμε και στην αρχή του Κεφαλαίου, σφάλμα προέκυπτε και όταν υπήρχε μηδενική απώλεια σε σημαντικό αριθμό ζεύξεων ή μηδενική διακύμανση (ή της τάξης των λίγων microseconds) αντίστοιχα. Αν και η δεύτερη παράμετρος είναι σχεδόν αδύνατον να είναι πρακτικά μηδενική σε ένα πραγματικό δίκτυο, η πρώτη θα μπορούσε να εμφανίζει τέτοιες τάσεις, κυρίως σε δίκτυα που δεν υποφέρουν από συμφόρηση ή προβλήματα στις φυσικές τους ζεύξεις. Η περίπτωση αυτή, αν και μη χρήσιμη στα πειράματά μας, είναι πιθανή στην πραγματικότητα και αποτελεί ένα ακόμα ζήτημα που οφείλουμε να έχουμε κατά νου κατά τη χρήση αλγορίθμων τομογραφίας.

Πέρα από την ίδια την τοπολογία, στα γενικά δένδρα η σωστή εκτίμηση εξαρτάται και από την επιλογή κατάλληλου  $\Delta$ . Αν και στη δική μας πειραματική διαδικασία χρησιμοποιούσαμε είτε ακριβώς τη βέλτιστη τιμή του  $\Delta$ , είτε, έχοντας γνώση των τιμών των παραμέτρων του δικτύου, κάποια αρκετά καλή πρόβλεψη, σε ένα πραγματικό δίκτυο πιθανότατα δεν θα έχουμε πρόσβαση σε αυτές τις τιμές. Τότε, είμαστε αναγκασμένοι να κάνουμε μία αρχική πρόβλεψη με βάση την αναμενόμενη συμπεριφορά του δικτύου, όπως δοκιμάσαμε και στα δικά μας δίκτυα σε μερικές περιπτώσεις. Φάνηκε, λοιπόν, ότι για την περίπτωση των απωλειών ο αλγόριθμος κάνει ορθή εκτίμηση για μεγαλύτερο εύρος τιμών από ότι για τη διακύμανση, όπου ο αλγόριθμος είναι πιο ευαίσθητος σε αλλαγές του  $\Delta$  και που, εν γένει, είναι δυσκολότερο να γίνει μια καλή αρχική πρόβλεψη σε σχέση με τις απώλειες, όπου μπορούμε εύλογα να αναμένουμε ως ελάχιστη τιμή απώλειες κάπου στο 0 - 0.1%.

### 4.3.3 Εκτίμηση Παραμέτρων Ζεύξεων

Η ανάλυση των αποτελεσμάτων που αφορούν την εκτίμηση των τιμών των παραμέτρων είναι αρκετά πιο απλή. Συνολικά, παρατηρούμε ότι ο αλγόριθμος, όταν εκτιμήσει σωστά την τοπολογία, επιστρέφει ικανοποιητικά ακριβείς εκτιμήσεις για τις ίδιες τις παραμέτρους. Για το packet loss είδαμε ότι η μέγιστη διαφορά σε μία ζεύξη κυμαίνεται περίπου στο 1%. Αν λάβουμε υπόψιν ότι, πρώτον η διαφορά αυτή είναι από τη θεωρητική τιμή της ζεύξης άρα η διαφορά από την πραγματική τιμή είναι πιθανότατα ακόμα μικρότερη, δεύτερον οι περισσότερες ζεύξεις είχαν διαφορές της τάξης του 0.3 με 0.5% και τρίτον ότι οι μεγάλες αποκλίσεις αφορούσαν και μεγάλες τιμές στη ζεύξη (τιμές απωλειών στο 2 - 10%), κατανοούμε την πραγματική ακρίβεια των εκτιμήσεων. Αντίστοιχα, στην περίπτωση του variance μπορεί να μην είχαμε την πραγματική τιμή στη διάθεσή μας για να δούμε τη διαφορά, αλλά όλες οι τιμές ήταν στα λογικά όρια της τιμής που είχαμε θέσει και κάνοντας σε κάποια πειράματα δειγματοληψία της πραγματικής τιμής κάποιων ζεύξεων, διαπιστώσαμε ότι όντως η εκτίμηση βρισκόταν αρκετά κοντά στην πραγματική τιμή. Εξάλλου, στη διαχείριση ενός δικτύου, μας ενδιαφέρει περισσότερο η τάξη μεγέθους της διακύμανσης παρά η ακριβής τιμή, σε αντίθεση με τις απώλειες. Τέλος, όπως αναμέναμε, οι μεγαλύτερες διαφορές παρατηρούνταν στους υψηλότερους κόμβους, όταν πια ο αλγόριθμος αντί για τις πραγματικές τιμές που έχουν προκύψει από τη καταγραφή, χρησιμοποιεί τις εκτιμήσεις του προηγούμενου βήματος ως βάση για το επόμενο, οπότε μεταφέρεται το σφάλμα εκτίμησης σε κάθε επόμενη μέτρηση.

### 4.3.4 Χαρακτηριστικά Πακέτων Ανίχνευσης

Στην πλειοψηφία των πειραμάτων χρησιμοποιήσαμε 2000 probes, τα οποία στέλναμε περιοδικά (100 πακέτα ανά δευτερόλεπτο) για διάστημα 20 δευτερολέπτων. Αρχικά, για τον αριθμό

των probes, θεωρήσαμε ότι ο συγκεκριμένος αριθμός μας δίνει μία καλή καταγραφή της συμπεριφοράς του δικτύου χωρίς να το υπερφορτώνει. Ήδη αναλύσαμε, στα συμπεράσματα για τη λογική τοπολογία, την αποτελεσματικότητα του αλγορίθμου ανάλογα με τον αριθμό των probes και τη συγκρίναμε με άλλες μελέτες, χωρίς αυτό να σημαίνει ότι υπάρχει ένας συγκεκριμένος αριθμός probes που θα πρέπει να χρησιμοποιείται καθολικά. Η επιλογή εξαρτάται από το ίδιο το δίκτυο προς μελέτη, την κίνηση που το διαπερνά καθώς και την ακρίβεια που θέλουμε να επιτύχουμε εις βάρος του χρόνου εκτέλεσης και του όγκου δεδομένων που δημιουργούμε.

Σχετικά με το είδος της κίνησης, στα πειράματά μας δοκιμάσαμε και τις τρεις περιπτώσεις (periodic, burst, Poisson) χωρίς να υπάρξει διαφορά στα αποτελέσματα. Ο λόγος που επιλέξαμε να ασχοληθούμε κυρίως με περιοδική κίνηση είναι γιατί, σε συνδυασμό με το διάστημα των 20 δευτερολέπτων, θεωρούμε ότι μας δίνει μια γενική εικόνα της συμπεριφοράς του δικτύου για την περίοδο αυτή. Σε μία πραγματική τοπολογία, η επιλογή της κίνησης σε bursts για παράδειγμα, έχει το μειονέκτημα ότι μπορεί να τύχει σε ένα σύντομο διάστημα που μία ζεύξη θα είναι ήδη φορτωμένη και να υπάρξει υπερεκτίμηση της απώλειας της ζεύξης συνολικά. Εάν η αποστολή πακέτων γίνεται για ένα εύλογο χρονικό διάστημα, όπως αυτό που επιλέξαμε, θεωρούμε ότι όλα τα είδη κινήσεων αποδίδουν το ίδιο εκτός από ιδιαίζουσες περιπτώσεις σαν την προαναφερθείσα. Αυτός είναι και ο λόγος που επιλέξαμε να τρέξουμε την προσομοίωση για 20 δευτερόλεπτα, έτσι ώστε να μην δοθεί μεγαλύτερη βαρύτητα από την πρόβουσα σε μία στιγμιαία συμπεριφορά του δικτύου, χωρίς να χρειαστεί να επιβαρύνουμε το δίκτυο μας για μεγάλο χρονικό διάστημα.

Τέλος, οποιαδήποτε αλλαγή και στο μέγεθος του πακέτου δεν επέφερε αλλαγές στα αποτελέσματα, δίνοντας μας τη δυνατότητα να χρησιμοποιήσουμε το μικρότερο δυνατό μέγεθος (80 bytes) για να επιβαρύνουμε όσο λιγότερο γίνεται τις ζεύξεις με την επιπλέον κίνηση που εμείς δημιουργούμε. Η γνώση ότι ο αλγόριθμος αποδίδει το ίδιο για οποιοδήποτε μέγεθος πακέτου είναι ιδιαίτερα σημαντική για όποιον θέλει να αξιοποιήσει το συγκεκριμένο αλγόριθμο τομογραφίας, δίνοντας του την απαραίτητη ευχέρεια. Η χρήση του μικρότερου δυνατού μεγέθους δεν είναι πάντα η επιθυμητή, αφού πρέπει να ληφθεί υπόψιν η συμπεριφορά των δρομολογητών απέναντι στα πακέτα καθώς και η υλοποίηση της εκάστοτε ουράς, έτσι ώστε τα πακέτα ανίχνευσης να αποδώσουν την πραγματική συμπεριφορά του δικτύου και όχι να τύχουν συγκεκριμένης μεταχείρισης διαφορετικής από την υπόλοιπη κίνηση.

#### 4.3.5 Χρόνος Εκτέλεσης Αλγορίθμου

Παρά το γεγονός ότι ο χρόνος εκτέλεσης του κώδικά μας εξαρτάται και από τον τρόπο που εμείς υλοποιήσαμε τον αλγόριθμο και δεν αποτελεί αναγκαστικά χαρακτηριστικό του αλγορίθμου, εξάγονται κάποια χρήσιμα συμπεράσματα που ισχύουν ανεξαρτήτως υλοποίησης.

Όπως αναφέραμε αρκετές φορές στο κάθε πείραμα, η διαφορά στο χρόνο εκτέλεσης για κάθε παράμετρο αυξάνεται εκθετικά όσο μεγαλώνουν οι τοπολογίες. Από τη μία πλευρά, για παράμετρο τις απώλειες ζεύξης, ο κώδικας δεν ξεπερνάει τα 10 δευτερόλεπτα εκτέλεσης ακόμη και για τη μεγάλη τοπολογία και αυξημένο αριθμό probes, ενώ, για παράμετρο τη διακύμανση της καθυστέρησης, ο χρόνος εκτέλεσης για τη μεγάλη τοπολογία φτάνει μέχρι και τα 10 λεπτά για τα 2000 probes, υπερβαίνοντας τη μία ή ακόμη και τις δύο ώρες εάν διπλασιάσουμε ή τετραπλασιάσουμε τον αριθμό των probes αντίστοιχα. Ο λόγος αυτής της αντίθεσης είναι ότι, στην πρώτη περίπτωση, ενδιαφερόμαστε αποκλειστικά για την ταυτότητα (ID) του κάθε πακέτου, ενώ στη δεύτερη περίπτωση χρειάζεται, αφού ταυτοποιήσουμε τα IDs, να εξαγάγουμε τα timestamps και μέσω αυτών να υπολογίσουμε την καθυστέρηση (delay) για κάθε μονοπάτι, προτού είμαστε σε θέση να υπολογίσουμε και τη διακύμανση του μονοπατιού. Η όλη διαδικασία είναι, σαφώς, πιο χρονοβόρα και απαιτεί περισσότερους πόρους (resources) για να εκτελεστεί. Τα παραπάνω καθιστούν τη χρήση της διακύμανσης ως παράμετρο απαγορευτική, εάν επιθυμούμε μία συνεχή εκτέλεση σε πραγματικό χρόνο (real-time) για να ελέγχουμε διαρκώς τη συμπεριφορά του δικτύου μας, περιορίζοντας το σε αξιοποίηση παλαιότερων logs ή σε περιορισμένη χρήση σε ένα άγνωστο δίκτυο, σε συνδυασμό με τις απώλειες, για να επιβεβαιωθεί μέσω και των δύο η πραγματική λογική τοπολογία.

#### 4.3.6 Συσχέτιση με Ουδετερότητα Δικτύου

Είναι γεγονός πως, στην υπάρχουσα μορφή του, ο αλγόριθμος RNJ δεν έχει στόχο να χαρακτηρίσει την ουδετερότητα ενός δικτύου. Η χρήση της τομογραφίας στον κλάδο της ουδετερότητας ακολουθεί γενικά μία “αντίθετη” λογική, αφού προσπαθεί να δημιουργήσει άλυτα συστήματα, για να αποδείξει τη μη φυσιολογική συμπεριφορά του δικτύου, άρα και τη μη ουδετερότητά του. Όμως, ακόμη και σε αυτήν τη μορφή, θα μπορούσαμε να αξιοποιήσουμε τον αλγόριθμο RNJ υπό προϋποθέσεις. Υποθέτουμε ότι διαχειριζόμαστε ένα δίκτυο, του οποίου η τοπολογία είτε είναι ήδη γνωστή, είτε μέσα από μια σειρά εκτελέσεων του αλγορίθμου έχει εκτιμηθεί σωστά. Εκμεταλλευόμενοι το βασικότερο σφάλμα του αλγορίθμου που συμβαίνει σε περιπτώσεις που μία ζεύξη αποκτήσει μία μη φυσιολογική τιμή, όπως θα συνέβαινε εάν είχε διαφορετική αντιμετώπιση από τους δρομολογητές, μπορούμε να εκτελέσουμε τον αλγόριθμο με διάφορες παραμετροποιήσεις για να μπορέσουμε να μοντελοποιήσουμε τη συμπεριφορά που παρατηρούμε. Συγκεκριμένα, μπορούμε να δούμε εάν συμβαίνει σε συγκεκριμένες στιγμές της ημέρας, για συγκεκριμένο είδος κίνησης, τη διάρκεια της και διάφορα άλλα χαρακτηριστικά της.

Φυσικά, μικρότερης κλίμακας μη φυσιολογικές συμπεριφορές μπορούν να εντοπιστούν παρατηρώντας τα αποτελέσματα των εκτιμήσεων των παραμέτρων. Εάν ο αλγόριθμος τρέχει ανά ταχτά χρονικά διαστήματα για μία εύλογη χρονική περίοδο, μπορεί να δημιουργηθεί ένα

προφίλ συμπεριφοράς του δικτύου, έτσι ώστε όποτε παρατηρείται μια αλλαγή στη συμπεριφορά, αυτή να καταγράφεται. Εάν οι αλλαγές αυτές είναι επαναλαμβανόμενες και αρχίζουν και ακολουθούν οι ίδιες κάποια συγκεκριμένα χαρακτηριστικά (όσο ο διαχειριστής δοκιμάζει τον αλγόριθμο με διαφορετικές παραμετροποιήσεις όπως στην προηγούμενη περίπτωση), τότε μπορεί να γίνει περαιτέρω μελέτη των πιθανών αιτιών για αυτές. Αν δεν μπορεί να βρεθεί μια άλλη πιθανή εξήγηση για τα περιστατικά αυτά, τότε υπάρχει μία αυξημένη πιθανότητα στο δίκτυο να μην μεταχειρίζονται όλες οι ροές με τον ίδιο τρόπο, καταργώντας έτσι την αρχή της ουδετερότητας.

Τα παραπάνω αποτελούν δύο παραδείγματα αξιοποίησης του αλγορίθμου RNJ για το χαρακτηρισμό και την εξέταση της ουδετερότητας ενός δικτύου, χωρίς να αποτελούν τους μοναδικούς τρόπους αξιοποίησής του. Η άρση της ουδετερότητας μπορεί να γίνει με διάφορους τρόπους και σε διάφορες παραμέτρους, οι οποίοι είναι δύσκολο ακόμη και να απαριθμηθούν. Συμπεραίνουμε, λοιπόν, ότι μοναδική λύση είναι η συνεχής εκτέλεση του αλγορίθμου και καταγραφή των αποτελεσμάτων μέχρι να ανακαλυφθεί κάποια ανώμαλη συμπεριφορά, την οποία κατόπιν θα πρέπει να μελετήσουμε περαιτέρω.

## Κεφάλαιο 5

# Σχετικές Εργασίες

Η πειραματική μας διαδικασία περιορίστηκε στη χρήση και μελέτη του αλγόριθμου Rooted Neighbor-Joining (RNJ) των Jian Ni και Sekhar Tatikonda. Η συγκεκριμένη τεχνική, που βασίζεται στη θεωρία των Μαρκοβιανών Τυχαίων Πεδίων, δεν αποτελεί τη μόνη δυνατή μέθοδο υλοποίησης ενός αλγόριθμου τομογραφίας. Διαφορετικές υλοποιήσεις έχουν προταθεί ακόμη και στον τρόπο αποστολής των probes, αφού πέραν των πακέτων πολυεκπομπής ή των συνεχόμενων πακέτων μονοεκπομπής το ένα μετά το άλλο, η μέθοδος του "sandwich" probing, δηλαδή η αποστολή δύο ανιχνευτικών πακέτων μικρού μεγέθους και ενδιάμεσα η αποστολή ενός πακέτου μεγάλου μεγέθους, το οποίο θα εισάγει μια δεδομένη καθυστέρηση, έχει αποδειχθεί ικανοποιητική κατά περιπτώσεις[1]. Ο συνδυασμός της συγκεκριμένης τεχνικής μαζί με άλλες, όπως για παράδειγμα η μέθοδος Monte Carlo, έχει το πλεονέκτημα ότι δεν απαιτεί συγχρονισμό ρολογιού μεταξύ των ανιχνευτικών πακέτων, άρα είναι πιο αξιόπιστη από άλλα μέτρα που απαιτούν μια κοινή χρονική βάση[39]. Αξιοποίηση της μεθόδου Monte Carlo (MCMC) έχει οδηγήσει στην επιτυχημένη εκτίμηση μεταβαλλόμενων στο χρόνο καθυστερήσεων σε μη στατικά δίκτυα[40].

Οι πρώτες προσπάθειες δημιουργίας αλγορίθμων τομογραφίας βασίστηκαν στη Θεωρία Πιθανοτήτων και στη Στατιστική και συγκεκριμένα στη χρήση των εκτιμητριών μέγιστης πιθανοφάνειας (EMΠ). Μέσω των αλγορίθμων προσδοκίας-μεγιστοποίησης (Expectation-Maximization - EM) έγιναν οι πρώτες εκτιμήσεις των απωλειών ζεύξης ενός δικτύου [41][42], της καθυστέρησης στο δίκτυο [43], του πίνακα πηγής-προορισμού (Origin-Destination matrix or OD matrix) [44] αλλά και της ίδιας της τοπολογίας [45]. Οι αλγόριθμοι EM είναι πολύ διαδεδομένες μέθοδοι στη Στατιστική για την εύρεση των EMΠ των παραμέτρων σε στατιστικά μοντέλα που εξαρτώνται από μη παρατηρήσιμες μεταβλητές, όπως συμβαίνει και στην τομογραφία.

Όσο ο κλάδος ήταν ακόμα σχετικά νέος και όχι επαρκώς αναπτυγμένος, αρκετές από τις μελέτες είχαν στραφεί στην εύρεση του πίνακα OD, ή αλλιώς πίνακα κίνησης (traffic matrix), μιας και αποτελούσε μικρότερη πρόκληση από την πλήρη εκτίμηση της τοπολογίας και των



παραμέτρων όλων των ζεύξεων. Ο πίνακας OD, ο οποίος έχει ως στοιχεία τον αριθμό των bytes της κίνησης μεταξύ όλων των ζευγών πηγής-προορισμού, είναι ένα ιδιαίτερο χρήσιμο εργαλείο για το σχεδιασμό, τη δρομολόγηση, και τον έλεγχο ενός δικτύου, αφού δηλώνει τον όγκο των δεδομένων που κυκλοφορούν στο δίκτυο. Χαρακτηριστικό παράδειγμα αποτελεί η σχέση του πίνακα με τον αλγόριθμο δρομολόγησης OSPF, όπου τα βάρη που αποδίδει ο αλγόριθμος σε κάθε ζεύξη σχετίζονται άμεσα με την κίνηση των μονοπατιών, άρα και με τις τιμές του πίνακα. Με την αξιοποίηση, λοιπόν, των ΕΜΠ και των τεχνικών MCMC [46][47] προέκυπταν ικανοποιητικές εκτιμήσεις, ικανές να αξιοποιηθούν σε ένα πραγματικό δίκτυο για τη διαχείρισή του.

Μετά τις πρώτες εργασίες και μελέτες στο πεδίο της τομογραφίας, ιδιαίτερη μνεία αξίζει στο έργο του N.G. Duffield και της ομάδας του που συνέβαλε τα μέγιστα στην ανάπτυξη και επέκταση του κλάδου σε πραγματικά σενάρια δικτύων. Ασχολήθηκαν τόσο με τη χρήση της τομογραφίας για την ανακάλυψη των λογικών τοπολογιών όσο και την εκτίμηση παραμέτρων ζεύξεων, όπως οι απώλειες[48] και η συνδιακύμανση της καθυστέρησης[49]. Στην πρώτη περίπτωση, με τον αλγόριθμο Joint Binary Tree (JBT) [50], επιτεύχθηκαν πρωτόγνωρες επιδόσεις ως προς τις απαιτήσεις σε πόρους (κυρίως τον αριθμό των απαιτούμενων probes), όσο και ως προς στην ελαχιστοποίηση του σφάλματος. Εξάλλου, η λογική της εύρεσης του βέλτιστου βήματος σε κάθε επανάληψη, που εφαρμόζει ο αλγόριθμος JBT, θυμίζει αρκετά τον αλγόριθμο RNJ, με τον οποίο ασχοληθήκαμε στην εργασία μας. Επεκτείνοντας τα αποτελέσματα των προαναφερθεισών εργασιών, οι οποίες αξιοποιούσαν την πολυεκπομπή για την αποστολή των πακέτων ανίχνευσης, απέδειξαν ότι η χρήση συνεχόμενων πακέτων μονοεκπομπής αποτελεί αξιόπιστη εναλλακτική, όταν δεν έχουμε τη δυνατότητα να χρησιμοποιήσουμε πακέτα multicast σε ένα δίκτυο [51].

Αξιοσημείωτες, όπως φάνηκε και από τη παρούσα διπλωματική, είναι οι πολλές δυνατότητες και διαφορετικοί τρόποι προσέγγισης που προσφέρει η τομογραφία. Μελέτη της ίδιας μεταβλητής μπορεί να γίνει με τη χρήση είτε unicast [52], είτε multicast [53] πακέτων. Η εκτίμηση των παραμέτρων δεν περιορίζεται στην απώλεια ζεύξης ή σε παραμέτρους σχετικές με την καθυστέρηση, αλλά μπορούν να υπολογιστούν και άλλες παράμετροι, όπως το εύρος ζώνης δικτύου (bandwidth) [54]. Επιλογές υπάρχουν και στο πρωτόκολλο πάνω στο οποίο θα βασιστεί η ανίχνευση. Μία εργασία αξιοποιεί ως πρωτόκολλο το RTCP, το οποίο αποτελεί το κύριο πρωτόκολλο για multicast εφαρμογές πραγματικού χρόνου, επιτυγχάνοντας καλές εκτιμήσεις απωλειών υπό προϋποθέσεις [55]. Αντίθετα, άλλη εργασία βασίζεται στο πρωτόκολλο TCP, και ειδικότερα στις μετρήσεις του Round Trip Time (RTT) για να εξάγει συμπεράσματα [56]. Βέβαια, όπως αναφέρθηκε και στο θεωρητικό υπόβαθρο της εργασίας μας, η δυνατότητα χρήσης του συγκεκριμένου πρωτοκόλλου περιορίζεται συχνά σε δίκτυα που διαθέτουμε δικαιώματα διαχειριστή, μειώνοντας τόσο την ανάγκη χρήσης του όσο και τις δυνατότητές του. Γενικά, όμως, παρατηρούμε την πληθώρα επιλογών που έχουμε στη

διάθεσή μας στον κλάδο της τομογραφίας, αλλά και την αδυναμία εύρεσης καθολικής λύσης για όλα τα δίκτυα και προβλήματα που συνοδεύει τον μεγάλο αριθμό επιλογών.

Όσον αφορά πιο πρόσφατους αλγορίθμους τομογραφίας, έχουν γίνει διάφορες απόπειρες που αξιοποιούν κάποια διαφορετική επιστημονική μέθοδο ή θεωρία. Μία προσέγγιση αξιοποιεί τη θεωρία γραφημάτων για να αποδείξει ότι η ύπαρξη σύνδεσης με τρεις ακμές (three-edged connectivity) σε κάθε κόμβο ενός δικτύου είναι επαρκής και απαραίτητη προϋπόθεση για την αναγνωρισιμότητα των προσθετικών μετρικών των ζεύξεων χρησιμοποιώντας μόνο έναν σταθμό ελέγχου[57]. Το παραπάνω συμπέρασμα μας επιτρέπει να κατασκευάσουμε δίκτυα που απαιτούν ελάχιστους σταθμούς ελέγχου για να είναι ικανά να εξάγουν εκτιμήσεις για παραμέτρους του δικτύου με τη χρήση γραμμικώς ανεξάρτητων κύκλων και μονοπατιών.

Μία άλλη ιδιαίτερα ενδιαφέρουσα προσέγγιση βασίζεται στον έλεγχο επικάλυψης (Tomography Based Overlay Monitoring - TOM)[58]. Τα επικαλυπτόμενα δίκτυα έχουν την ικανότητα να μπορούν να επιλέξουν ευέλικτα το μονοπάτι επικοινωνίας τους σε πραγματικό χρόνο. Η βασική ιδέα πίσω από το TOM είναι ότι εάν μπορέσουμε να παρακολουθούμε ένα βασικό σύνολο μονοπατιών του δικτύου, τότε μπορούμε να εκτιμήσουμε τις παράμετρους για όλα τα τερματικά (end-to-end) μονοπάτια. Βασικό σύνολο μονοπατιών θεωρείται το σύνολο, για το οποίο όλα τα τερματικά μονοπάτια μπορούν να γραφούν ως γραμμικός συνδυασμός αυτού. Μπορούν, λοιπόν, να παραχθούν αλγόριθμοι και αλγεβρικά μοντέλα τα οποία προσθέτουν ή αφαιρούν μονοπάτια ικανοποιώντας πάντα τη συγκεκριμένη προϋπόθεση, κατασκευάζοντας ένα ισοδύναμο δίκτυο που μπορεί να ελεγχθεί και να παρακολουθηθεί ευκολότερα. Η όλη θεώρηση επιτρέπει μία προσέγγιση διαχείρισης της διαδικτυακής κίνησης σε πραγματικό χρόνο και παρακολουθώντας μόνο ένα κομμάτι των μονοπατιών-δικτύου· ένα σημείο-κλειδί απαραίτητο σε κάθε επιτυχημένη μέθοδο τομογραφίας.

Έχουμε ήδη αναφέρει ότι η τομογραφία δικτύου δεν χρησιμοποιείται μόνο για την εκτίμηση παραμέτρων των ζεύξεων αλλά και για την ανακάλυψη της λογικής τοπολογίας του δικτύου, δηλαδή της τοπολογίας σε επίπεδο δρομολογητών. Εχμεταλλευόμενοι τη μέθοδο αναζήτησης κατά βάθος (Depth-First Search - DFS), μελετητές απέδειξαν την ικανότητα τέτοιων αλγορίθμων να ανακαλύπτουν τη σωστή τοπολογία υπό προϋποθέσεις[2]. Η συγκεκριμένη τεχνική έχει το πλεονέκτημα ότι δεν απαιτεί τη συνεργασία όλων των κόμβων ή συσκευών του δικτύου, άρα δεν περιορίζεται όπως άλλες τεχνικές που βασίζονται στο TTL και δεν λειτουργούν σωστά χωρίς τη συνεργασία όλων των μερών του δικτύου. Αν και η τεχνική αυτή δεν επιφέρει ακόμα αποτέλεσμα σε όλα τα προβλήματα λογικής τοπολογίας, προσφέρει μία σημαντική βελτίωση στον αριθμό των probes που απαιτούνται για τη σωστή εκτίμηση μια τοπολογίας.

Η μεγαλύτερη πρόκληση, που σχεδόν όλοι οι υπάρχοντες αλγόριθμοι τομογραφίας αδυνατούν να αντιμετωπίσουν επιτυχώς, είναι η περίπτωση των δυναμικών δικτύων. Ως δυναμικό ορίζεται ένα δίκτυο του οποίου η τοπολογία και τα χαρακτηριστικά μεταβάλλονται με το

χρόνο, δηλαδή, όπως γίνεται εύκολα κατανοητό, τα περισσότερα πραγματικά δίκτυα είναι δυναμικά. Μία απλή αλλαγή στη μορφή ενός δικτύου είναι η αποτυχία μίας ζεύξης. Εάν μια ζεύξη σταματήσει να λειτουργεί αιφνιδίως, αυτόματα επηρεάζεται η αποτελεσματικότητα αρκετών τεχνικών τομογραφίας, που βασίζονται σε συγκεκριμένα σύνολα μονοπατιών για την εξαγωγή συμπερασμάτων για τις τοπολογίες. Μία λύση είναι η εύρεση των πιο αξιόπιστων μονοπατιών στο δίκτυο, δηλαδή του συνόλου των μονοπατιών που, ακόμη και σε περίπτωση αποτυχίας, βελτιστοποιούν την αποδοτικότητα των αλγορίθμων[59]. Επεκτείνοντας το ζήτημα σε οποιουδήποτε είδους αλλαγή στην τοπολογία, απαιτείται η χρήση σταθμών ελέγχου σε συγκεκριμένα σημεία του δικτύου, έτσι ώστε να εντοπίζονται αυτές οι αλλαγές. Η κατάλληλη τοποθέτηση των σταθμών εξοικονομεί πόρους, μειώνει το κόστος και γενικώς αποτελεί ένα ανοιχτό πρόβλημα, για το οποίο προς το παρόν έχουν προταθεί μόνο περιορισμένων δυνατοτήτων λύσεις, οι οποίες λειτουργούν υπό συγκεκριμένες περιστάσεις [60]. Παρατηρούμε ότι η γενική βέλτιστη λύση και των δύο αυτών προβλημάτων είναι NP-hard, άρα κατανοούμε τις δυσκολίες που εγείρουν τα δυναμικά δίκτυα στη διαχείριση, και την ανάγκη αναζήτησης ευρετικών (heuristics) αλγορίθμων για να επιτύχουμε καλύτερες επιδόσεις με το μικρότερο δυνατό κόστος.

Συσχετίζοντας την τομογραφία με το ζήτημα της ουδετερότητας, ιδιαίτερο ενδιαφέρον προκύπτει από τις μελέτες της καθηγήτριας Κατερίνας Αργυράκη και της ομάδας της στο EPFL. Όσον αφορά τη τομογραφία, θεώρησαν ένα πραγματικό σενάριο εφαρμογής της τομογραφίας, συγκεκριμένα την περίπτωση που ένας Tier-1 ISP θέλει να ελέγχει την συμφόρηση στους πελάτες του. Απέδειξαν ότι σε ένα τέτοιο σενάριο, παρόλο που θεωρητικά μπορεί να λυθεί με κάποια Δυαδική Εκτίμηση (Boolean Inference), στην πράξη το αποτέλεσμα δεν είναι αρκετά ακριβές για να μπορεί να αξιοποιηθεί. Για αυτό πρότειναν έναν αλγόριθμο που επικεντρώνεται στο να λύσει το πρόβλημα του Υπολογισμού της Πιθανότητας Συμφόρησης (Congestion Probability Computation), δηλαδή αντί να υπολογίζουν σε ποιες ζεύξεις υπάρχει συμφόρηση, υπολογίζουν την πιθανότητα, ή αλλιώς τη συχνότητα, κάθε ζεύξης να βρίσκεται σε κατάσταση συμφόρησης[61]. Ο συγκεκριμένος αλγόριθμος επιφέρει καλύτερα αποτελέσματα υπό πιο ασθeneis υποθέσεις και σε δίκτυα των οποίων η φύση δημιουργεί περισσότερες προκλήσεις (αραιές τοπολογίες, συσχέτιση μεταξύ των ζεύξων, μη-στατικά δίκτυα).

Σε μία άλλη εργασία, μελέτησαν τη δυνατότητα τεχνικών τομογραφίας σε συσχετιζόμενες ζεύξεις (correlated links)[62]. Οι περισσότεροι από τους αλγόριθμους τομογραφίας που έχουμε παρουσιάσει θεωρούν κάθε ζεύξη ανεξάρτητη από την άλλη, γεγονός που δεν ισχύει απαραίτητα σε κάθε δίκτυο, αφού για παράδειγμα σε ζεύξεις μίας κοινής περιοχής ή που βρίσκονται κάτω από κοινή διαχείριση είναι πιθανόν να σχετίζονται οι παράμετροί τους μεταξύ τους. Τα αποτελέσματά τους έδειξαν ότι και σε τέτοιες περιπτώσεις και θεωρώντας συσχέτιση μεταξύ των ζεύξεων, είναι δυνατόν να παράγουμε αρκετά ικανοποιητικές εκτιμήσεις για τη συμφόρηση σε ένα δίκτυο.

Σημαντική είναι και η προσφορά τους στην αξιοποίηση τεχνικών τομογραφίας για τον εντοπισμό παραβιάσεων της αρχής της ουδετερότητας. Μία παραβίαση στην ουδετερότητα ουσιαστικά αποτελεί ένα σημείο όπου το δίκτυο δείχνει μη συνεπές στη συμπεριφορά του σε σχέση με το υπόλοιπο. Σκεπτόμενοι ότι, σε ένα πρόβλημα τομογραφίας, ουσιαστικά προσπαθούμε να δημιουργήσουμε επιλύσιμα συστήματα εξισώσεων για να εκτιμήσουμε τις παραμέτρους του δικτύου, δημιούργησαν έναν αλγόριθμο ο οποίος λειτουργεί με την αντίστροφη λογική, δηλαδή προσπαθεί να κατασκευάσει άλυτα συστήματα εξισώσεων για τις παραμέτρους[63].

Καθόλη τη διάρκεια της παρούσας εργασίας, έχει γίνει εμφανές ότι ο ορισμός της «ουδετερότητας» έχει υπάρξει αρκετές φορές προβληματικός και δεν εξυπηρετεί πάντα ούτε τους παρόχους ούτε τελικά τους χρήστες. Προτάθηκε, λοιπόν, ο όρος του διαφανούς δικτύου (transparent network) [64]. Με αυτό τον τρόπο, δίνεται η δυνατότητα στους ISPs να μην συμπεριφερθούν σε όλες τις ροές κίνησης με τον ίδιο τρόπο προκειμένου να επιτύχουν καλύτερη διαχείριση των πόρων τους. Θα είναι όμως υπόλογοι στις επιλογές τους αυτές, αφού θα είναι διαθέσιμες τόσο στους χρήστες όσο και σε ανεξάρτητες αρχές υπεύθυνες για τον έλεγχο ακριβώς αυτών των ενεργειών των παρόχων. Μία τέτοια προοπτική απέχει ακόμα από το να είναι πραγματοποιήσιμη αφού υπάρχουν πολλά ανοιχτά υποπροβλήματα της που δεν έχουν λυθεί, όπως ο τρόπος προστασίας και απόκρυψης των προσωπικών δεδομένων και διατήρησης της ανωνυμίας σε ένα διαφανές δίκτυο. Εξακολουθεί, βέβαια, να στρέφεται προς τη σωστή κατεύθυνση που θα πρέπει να κινηθούν όσοι ασχολούνται με το ζήτημα της ουδετερότητας, ιδιαίτερα με τις πρόσφατες αλλαγές που οδηγούν πιθανότατα στην άρση αυτής στο εγγύς μέλλον.

# Κεφάλαιο 6

## Επίλογος

Στο τελευταίο Κεφάλαιο συνοψίζονται τα αποτελέσματα της παρούσας διπλωματικής εργασίας τόσο σε ερευνητικό όσο και σε πειραματικό επίπεδο. Αναλύονται τα συμπεράσματα που προκύπτουν συνολικά από την εργασία και παρουσιάζονται πιθανές μελλοντικές επεκτάσεις πάνω στις περιοχές μελέτης της.

### 6.1 Σύνοψη και Συμπεράσματα

Στα πλαίσια της παρούσας διπλωματικής εργασίας, παρουσιάσαμε τη βασική θεωρία της μεθόδου της τομογραφίας και συγκεκριμένα επικεντρωθήκαμε στον αλγόριθμο Rooted Neighbor Joining, ο οποίος αξιοποιεί τη θεωρία των Μαρκοβιανών Τυχαίων Πεδίων (MRFs) για να ανακαλύψει τη λογική τοπολογία του δικτύου και να εκτιμήσει τις τιμές των παραμέτρων των ζεύξεών του. Ακολούθως, αναλύσαμε το ζήτημα της Ουδετερότητας στο Διαδίκτυο, μελέτωντας κυρίως τους τεχνολογικούς και οικονομικούς παράγοντες που συνδέονται με αυτό. Περιγράψαμε στοιχεία από τη Θεωρία Παιγνίων προκειμένου να εξετάσουμε τα κίνητρα των παρόχων υπηρεσιών διαδικτύου (ISPs) να λειτουργούν υπό την αρχή της ουδετερότητας, θεωρώντας ότι η αγορά λειτουργεί είτε συνεργατικά, είτε μη συνεργατικά. Η παραπάνω ανάλυση οδήγησε στο συμπέρασμα ότι, σε αρκετές περιπτώσεις, οι πάροχοι έχουν συμφέρον να αγνοήσουν τους κανόνες της ουδετερότητας τόσο για να παρέχουν τις καλύτερες δυνατές υπηρεσίες στους χρήστες όσο και για να μεγιστοποιήσουν το προσωπικό τους κέρδος.

Στο πειραματικό μέρος της εργασίας, σχεδιάσαμε και ρυθμίσαμε κατάλληλα στον προσομοιωτή τις τοπολογίες δικτύων πάνω στις οποίες θα εκτελέσουμε τον αλγόριθμο και αναπτύξαμε τον αντίστοιχο κώδικα που υλοποιεί τον αλγόριθμο RNJ. Ως παράμετροι εισόδου επιλέχθηκαν οι απώλειες πακέτων και η διακύμανση στην καθυστέρηση κάθε ζεύξης. Η πειραματική διαδικασία περιελάμβανε τη μελέτη τόσο δυαδικών όσο και γενικών (μη-δυαδικών)

δένδρων διαφόρων μεγεθών. Εκτελέσαμε πλήθος πειραμάτων παρατηρώντας τη συμπεριφορά του αλγορίθμου τόσο σε περιπτώσεις φυσιολογικής λειτουργίας των δικτύων όσο και σε ακραίες περιπτώσεις που μας έδειξαν τα όρια στα οποία ο αλγόριθμος RNJ θεωρείται αποδοτικός.

Ύστερα, ακολούθησε η ανάλυση των αποτελεσμάτων της πειραματικής διαδικασίας για την κάθε τοπολογία. Διαπιστώθηκε ότι ο αλγόριθμος εκτιμάει σωστά τη λογική τοπολογία του δικτύου στην πλειοψηφία των περιπτώσεων, ενώ ταυτόχρονα παρατηρήθηκαν και αναλύθηκαν τα χαρακτηριστικά της τοπολογίας για τα οποία παράγονταν σφάλματα κατά την εκτίμηση. Σε όλες τις περιπτώσεις σωστής εκτίμησης της λογικής τοπολογίας, οι αντίστοιχες εκτιμήσεις των παραμέτρων των ζεύξεων ήταν ιδιαίτερα ακριβείς, προσεγγίζοντας πάντα τις πραγματικές με κάποια -αμελητέα σχεδόν- απόκλιση. Τέλος, έγινε ανάλυση όλων των παραμέτρων, του δικτύου, του αλγορίθμου καθώς και του πως η μεταβολή σε καθεμιά από αυτές επηρεάζει τα τελικά αποτελέσματα, ενώ συνοψίζοντας προτάθηκαν τρόποι χρήσης του αλγορίθμου για να διαπιστωθεί, εάν ένα δίκτυο μπορεί να χαρακτηριστεί ή όχι ως ουδέτερο.

## 6.2 Μελλοντικές Επεκτάσεις

Η μελέτη της παρούσας διπλωματικής εργασίας προσφέρει αρκετές δυνατές κατευθύνσεις για μελλοντική επέκταση.

- Αρχικά, θα μπορούσε να μελετηθεί και να δοκιμασθεί μία νέα προσθετική μετρική βασισμένη στην ίδια την καθυστέρηση ζεύξης, που μαζί με τις δύο παραμέτρους που μελετήσαμε, αποτελούν τα τρία σημαντικότερα χαρακτηριστικά μιας ζεύξης και αξιολόγησης του προσφερόμενου QoS σε ένα χρήστη.
- Μελέτη θα μπορούσε να διεξαχθεί και για την επέκταση του αλγορίθμου σε δίκτυα που δεν αναπαριστώνται από δενδρικές μορφές, δηλαδή κυρίως δίκτυα που περιέχουν βρόγχους (loops).
- Πειραματική έρευνα θα μπορούσε να διεξαχθεί στον τρόπο επιλογής και στις καταλληλότερες τιμές του  $\Delta$  για τοπολογίες, για τις οποίες δεν έχουμε κανένα διαθέσιμο στοιχείο και θέλουμε τη γρηγορότερη σύγκλιση σε μία κατάλληλη τιμή.
- Σαφώς, μπορούν να γίνουν περαιτέρω προσομοιώσεις για διαφορετικά μεγέθη και είδη τοπολογιών, για διαφορετικούς συνδυασμούς παραμέτρων καθώς και για διαφορετικά χαρακτηριστικά των probes, προκειμένου να διαπιστωθεί η αποδοτικότητα του αλγορίθμου και να οριοθετηθούν οι αποδεκτές τιμές των παραμέτρων στις ζεύξεις, που οδηγούν σε σωστή εκτίμηση της λογικής τοπολογίας. Επίσης, οι προσομοιώσεις θα μπορούσαν

να περιλαμβάνουν μεγαλύτερη ποικιλία συσκευών (π.χ. μεταγωγείς, firewalls, περιφερειακές συσκευές) για να προσφέρουν μία καλύτερη απεικόνιση ενός πραγματικού δικτύου.

- Η πιο ενδιαφέρουσα, ίσως, επέκταση αφορά τη δοκιμή του αλγορίθμου σε δυναμικό περιβάλλον, όπου τόσο το πλήθος και η θέση των κόμβων όσο και τα χαρακτηριστικά των ζεύξεων θα μπορούν να μεταβάλλονται με το χρόνο, όπως στα περισσότερα πραγματικά δίκτυα.
- Τέλος, ο αλγόριθμος και ο κώδικας θα μπορούσαν να αξιολογηθούν σε ένα πραγματικό περιβάλλον λειτουργίας (π.χ. GENI, Fed4Fire+). Η χρήση πραγματικών τοπολογιών και πόρων θα αποτελούσε την κατάλληλη δοκιμασία για να φανεί η αποτελεσματικότητα του αλγορίθμου σε αληθινό περιβάλλον.

# Βιβλιογραφία

- [1] A. Coates et al. “Internet tomography”. In: *IEEE Signal Processing Magazine* 19.3 (2002), pp. 47–65. ISSN: 1053-5888. DOI: 10.1109/79.998081.
- [2] B. Eriksson et al. “Efficient Network Tomography for Internet Topology Discovery”. In: *IEEE/ACM Transactions on Networking* 20.3 (2012), pp. 931–943. ISSN: 1063-6692. DOI: 10.1109/TNET.2011.2175747.
- [3] M. Coates and R. Nowak. “Network Loss Inference Using Unicast End-to-End Measurement”. In: (July 2000).
- [4] Z. Jukic et al. “Technical aspects of network neutrality”. In: *Proceedings of the 11th International Conference on Telecommunications*. 2011, pp. 405–410.
- [5] Ofcom. “Traffic Management and 'net neutrality'”. In: (2010).
- [6] J. Ni and S. Tatikonda. “A Markov Random Field Approach to Multicast-Based Network Inference Problems”. In: *2006 IEEE International Symposium on Information Theory*. 2006, pp. 2769–2773. DOI: 10.1109/ISIT.2006.261566.
- [7] J. Ni and S. Tatikonda. “Network Tomography Based on Additive Metrics”. In: *IEEE Transactions on Information Theory* 57.12 (2011), pp. 7798–7809. ISSN: 0018-9448. DOI: 10.1109/TIT.2011.2168901.
- [8] Y. Vardi. “Network Tomography: Estimating Source-Destination Traffic Intensities from Link Data”. In: *Journal of the American Statistical Association* 91.433 (1996), pp. 365–377. DOI: 10.1080/01621459.1996.10476697.
- [9] P.S. Knopov. “Markov fields and their applications in economics”. In: (1999). ISSN: 1573-8795. DOI: <https://doi.org/10.1007/BF02366382>.
- [10] J. T. Chang. “Full Reconstruction of Markov Models on Evolutionary Trees: Identifiability and Consistency”. In: 137 (Nov. 1996), pp. 51–73.
- [11] T. Obafemi-Ajayi, G. Agam, and O. Frieder. “Efficient MRF approach to document image enhancement”. In: *2008 19th International Conference on Pattern Recognition*. 2008, pp. 1–4. DOI: 10.1109/ICPR.2008.4761557.



- [12] Y. Hou, L. Guo, and X. Lun. “A Novel MRF-Based Image Segmentation Algorithm”. In: *2006 9th International Conference on Control, Automation, Robotics and Vision*. 2006, pp. 1–5. DOI: 10.1109/ICARCV.2006.345105.
- [13] R. Kindermann, J.L. Snell, and American Mathematical Society. *Markov Random Fields and Their Applications*. AMS books online. American Mathematical Society, 1980. ISBN: 9780821850015. URL: <https://books.google.gr/books?id=NeVQAAAAAAAJ>.
- [14] Y. Song and J. Hein. “Phylogenetics. - Charles Semple and Mike Steel. 2003”. In: 53 (Dec. 2004), pp. 1003–1006.
- [15] P. Buneman. “The Recovery of Trees from Measures of Dissimilarity”. In: *Mathematics the the Archeological and Historical Sciences*. United Kingdom: Edinburgh University Press, 1971, pp. 387–395. ISBN: 9780852242131.
- [16] J. Ni et al. “Efficient and Dynamic Routing Topology Inference From End-to-End Measurements”. In: *IEEE/ACM Transactions on Networking* 18.1 (2010), pp. 123–135. ISSN: 1063-6692. DOI: 10.1109/TNET.2009.2022538.
- [17] C. McDonald. “Converged Networking: Data and Real-time Communications over IP, IFIP TC6 / WG6.2 Sixth International Symposium on Communications Interworking (Interworking 2002), October 13-16, 2002, Perth, Western Australia”. In: (Jan. 2003).
- [18] O. Gascuel and M. Steel. “Neighbor-Joining Revealed”. In: 23 (Dec. 2006), pp. 1997–2000.
- [19] NM Saitou and M. Nei. “The Neighbor-Joining Method: A New Method for Reconstructing Phylogenetic Trees”. In: 24 (July 1987), pp. 189–204.
- [20] M. J. Hanna. “Net Neutrality: A Brief Overview of the Policy and the FCCs Ruling to Upend It”. In: *Computer* 51.4 (2018), pp. 78–81. ISSN: 0018-9162. DOI: 10.1109/MC.2018.2141045.
- [21] Z. Jukić et al. “Technical aspects of network neutrality”. In: (July 2011), pp. 405–410.
- [22] R. W. Hahn and S. Wallsten. “The Economics of Net Neutrality”. In: 3 (Feb. 2007), pp. 8–8.
- [23] R. T. B. Ma et al. “On Cooperative Settlement Between Content, Transit, and Eyeball Internet Service Providers”. In: *IEEE/ACM Transactions on Networking* 19.3 (2011), pp. 802–815. ISSN: 1063-6692. DOI: 10.1109/TNET.2010.2089533.

- [24] E. Altman, A. Legout, and Y. Xu. “Network Non-neutrality Debate: An Economic Analysis”. In: *NETWORKING 2011*. Ed. by Jordi Domingo-Pascual et al. Berlin, Heidelberg: Springer Berlin Heidelberg, 2011, pp. 68–81. ISBN: 978-3-642-20798-3.
- [25] N. Economides and J. Tag. “Network neutrality on the Internet: A two-sided market analysis”. In: *Information Economics and Policy* 24.2 (2012), pp. 91–104. ISSN: 0167-6245. DOI: <https://doi.org/10.1016/j.infoecopol.2012.01.001>. URL: <http://www.sciencedirect.com/science/article/pii/S0167624512000029>.
- [26] B. E. Hermalin and M. L. Katz. “The economics of product-line restrictions with an application to the network neutrality debate”. In: *Information Economics and Policy* 19.2 (2007), pp. 215–248. ISSN: 0167-6245. DOI: <https://doi.org/10.1016/j.infoecopol.2007.04.001>. URL: <http://www.sciencedirect.com/science/article/pii/S0167624507000273>.
- [27] R. T. B. Ma et al. “Internet Economics: The Use of Shapley Value for ISP Settlement”. In: *IEEE/ACM Transactions on Networking* 18.3 (2010), pp. 775–787. ISSN: 1063-6692. DOI: 10.1109/TNET.2010.2049205.
- [28] J. Musacchio and J. C. Walrand. “A Two-Sided Market Analysis of Provider Investment Incentives With an Application to the Net-Neutrality”. In: 2008.
- [29] E. Altman et al. “Net Neutrality and Quality of Service”. In: *Game Theory for Networks*. Ed. by Rahul Jain and Rajgopal Kannan. Berlin, Heidelberg: Springer Berlin Heidelberg, 2012, pp. 137–152. ISBN: 978-3-642-30373-9.
- [30] P. Njoroge et al. “Investment in Two Sided Markets and the Net Neutrality Debate”. In: 12 (Oct. 2012).
- [31] H. K. Cheng, S. Bandyopadhyay, and H. Guo. “The Debate on Net Neutrality: A Policy Perspective”. In: *Info. Sys. Research* 22.1 (Mar. 2011), pp. 60–82. ISSN: 1526-5536. URL: <http://dx.doi.org/10.1287/isre.1090.0257>.
- [32] J. Krämer and L. Wiewiorra. “Network Neutrality and Congestion Sensitive Content Providers: Implications for Service Innovation, Broadband Investment and Regulation”. In: (Jan. 2010).
- [33] P. Hande et al. “Network Pricing and Rate Allocation with Content Provider Participation”. In: *IEEE INFOCOM 2009*. 2009, pp. 990–998. DOI: 10.1109/INFCOM.2009.5062010.
- [34] G. Kovanis. *Diploma Thesis Source Code*. URL: <https://github.com/GKovanis>.
- [35] *Common Open Research Emulator*. URL: <https://www.nrl.navy.mil/itd/ncs/products/core>.

- [36] R. Eddy A. Helmy and P. I. Radoslavov. *PIM-SM/SSM Multicast Routing for UNIX*. URL: <https://github.com/troglobit/pimd>.
- [37] J. Nilsson. *tiny multicast testing tool*. URL: <https://github.com/troglobit/mcjoin>.
- [38] Z. Aouini, A. Kortebi, and Y. Ghamri-Doudane. “Towards understanding residential internet traffic: From packets to services”. In: *2016 7th International Conference on the Network of the Future (NOF)*. 2016, pp. 1–7. DOI: 10.1109/NOF.2016.7810115.
- [39] M. Coates et al. “Maximum Likelihood Network Topology Identification from Edge-based Unicast Measurements”. In: *SIGMETRICS Perform. Eval. Rev.* 30.1 (June 2002), pp. 11–20. ISSN: 0163-5999. DOI: 10.1145/511399.511337. URL: <http://doi.acm.org/10.1145/511399.511337>.
- [40] M. J. Coates and R. D. Nowak. “Sequential Monte Carlo inference of internal delays in nonstationary data networks”. In: *IEEE Transactions on Signal Processing* 50.2 (2002), pp. 366–376. ISSN: 1053-587X. DOI: 10.1109/78.978391.
- [41] Y. Tsang, M. Coates, and R. Nowak. “Passive network tomography using EM algorithms”. In: *2001 IEEE International Conference on Acoustics, Speech, and Signal Processing. Proceedings (Cat. No.01CH37221)*. Vol. 3. 2001, 1469–1472 vol.3. DOI: 10.1109/ICASSP.2001.941208.
- [42] R. Caceres et al. “Multicast-based inference of network-internal loss characteristics”. In: *IEEE Transactions on Information Theory* 45.7 (1999), pp. 2462–2480. ISSN: 0018-9448. DOI: 10.1109/18.796384.
- [43] Y. Tsang, M. Coates, and R. D. Nowak. “Network delay tomography”. In: *IEEE Transactions on Signal Processing* 51.8 (2003), pp. 2125–2136. ISSN: 1053-587X. DOI: 10.1109/TSP.2003.814520.
- [44] G. Liang and B. Yu. “Maximum pseudo likelihood estimation in network tomography”. In: *IEEE Transactions on Signal Processing* 51.8 (2003), pp. 2043–2053. ISSN: 1053-587X. DOI: 10.1109/TSP.2003.814464.
- [45] R. M. Castro, M. J. Coates, and R. D. Nowak. “Likelihood based hierarchical clustering”. In: *IEEE Transactions on Signal Processing* 52.8 (2004), pp. 2308–2321. ISSN: 1053-587X. DOI: 10.1109/TSP.2004.831124.
- [46] C. Tebaldi and M. West. “Bayesian Inference on Network Traffic Using Link Count Data”. In: *Journal of the American Statistical Association* 93.442 (1998), pp. 557–573. DOI: 10.1080/01621459.1998.10473707. eprint: <https://amstat.tandfonline.com/doi/pdf/10.1080/01621459.1998.10473707>. URL: <https://amstat.tandfonline.com/doi/abs/10.1080/01621459.1998.10473707>.

- [47] B. Yu et al. “Time-varying network tomography: router link data”. In: *2000 IEEE International Symposium on Information Theory (Cat. No.00CH37060)*. 2000, pp. 79–. DOI: 10.1109/ISIT.2000.866369.
- [48] N. G. Duffield et al. “Multicast topology inference from measured end-to-end loss”. In: *IEEE Transactions on Information Theory* 48.1 (2002), pp. 26–45. ISSN: 0018-9448. DOI: 10.1109/18.971737.
- [49] N. G. Duffield and F. Lo Presti. “Network tomography from measured end-to-end delay covariance”. In: *IEEE/ACM Transactions on Networking* 12.6 (2004), pp. 978–992. ISSN: 1063-6692. DOI: 10.1109/TNET.2004.838612.
- [50] N. G. Duffield, J. Horowitz, and F. Lo Prestis. “Adaptive multicast topology inference”. In: *Proceedings IEEE INFOCOM 2001. Conference on Computer Communications. Twentieth Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Society (Cat. No.01CH37213)*. Vol. 3. 2001, 1636–1645 vol.3. DOI: 10.1109/INFCOM.2001.916660.
- [51] N. Duffield et al. “Network loss tomography using striped unicast probes”. In: *IEEE/ACM Transactions on Networking* 14.4 (2006), pp. 697–710. ISSN: 1063-6692. DOI: 10.1109/TNET.2006.880182.
- [52] Meng-Fu Shih and A. Hero. “Unicast inference of network link delay distributions from edge measurements”. In: *2001 IEEE International Conference on Acoustics, Speech, and Signal Processing. Proceedings (Cat. No.01CH37221)*. Vol. 6. 2001, 3421–3424 vol.6. DOI: 10.1109/ICASSP.2001.940576.
- [53] F. Lo Presti et al. “Multicast-based inference of network-internal delay distributions”. In: *IEEE/ACM Transactions on Networking* 10.6 (2002), pp. 761–775. ISSN: 1063-6692. DOI: 10.1109/TNET.2002.805026.
- [54] K. Lai and M. Baker. “Measuring Link Bandwidths Using a Deterministic Model of Packet Delay”. In: *SIGCOMM Comput. Commun. Rev.* 30.4 (Aug. 2000), pp. 283–294. ISSN: 0146-4833. DOI: 10.1145/347057.347557. URL: <http://doi.acm.org/10.1145/347057.347557>.
- [55] A. G. P. Ziotopoulos, A. O. Hero, and K. M. Wasserman. “Estimation of network link loss rates via chaining in multicast trees”. In: *2001 IEEE International Conference on Acoustics, Speech, and Signal Processing. Proceedings (Cat. No.01CH37221)*. Vol. 4. 2001, 2517–2520 vol.4. DOI: 10.1109/ICASSP.2001.940513.
- [56] Y. Tsang et al. “On the Performance of Round Trip Time Network Tomography”. In: *2006 IEEE International Conference on Communications*. Vol. 2. 2006, pp. 483–488. DOI: 10.1109/ICC.2006.254842.

- [57] A. Gopalan and S. Ramasubramanian. “On Identifying Additive Link Metrics Using Linearly Independent Cycles and Paths”. In: *IEEE/ACM Transactions on Networking* 20.3 (2012), pp. 906–916. ISSN: 1063-6692. DOI: 10.1109/TNET.2011.2174648.
- [58] Y. Chen et al. “An Algebraic Approach to Practical and Scalable Overlay Network Monitoring”. In: *SIGCOMM Comput. Commun. Rev.* 34.4 (Aug. 2004), pp. 55–66. ISSN: 0146-4833. DOI: 10.1145/1030194.1015475. URL: <http://doi.acm.org/10.1145/1030194.1015475>.
- [59] S. Tati et al. “Robust Network Tomography in the Presence of Failures”. In: *2014 IEEE 34th International Conference on Distributed Computing Systems*. 2014, pp. 481–492. DOI: 10.1109/ICDCS.2014.56.
- [60] T. He et al. “Robust and Efficient Monitor Placement for Network Tomography in Dynamic Networks”. In: *IEEE/ACM Transactions on Networking* 25.3 (2017), pp. 1732–1745. ISSN: 1063-6692. DOI: 10.1109/TNET.2016.2642185.
- [61] D. Ghita et al. “Shifting Network Tomography Toward a Practical Goal”. In: *Proceedings of the Seventh Conference on Emerging Networking EXperiments and Technologies*. CoNEXT ’11. Tokyo, Japan: ACM, 2011, 24:1–24:12. DOI: 10.1145/2079296.2079320. URL: <http://doi.acm.org/10.1145/2079296.2079320>.
- [62] D. Ghita, K. Argyraki, and P. Thiran. “Network Tomography on Correlated Links”. In: *Proceedings of the 10th ACM SIGCOMM Conference on Internet Measurement*. IMC ’10. Melbourne, Australia: ACM, 2010, pp. 225–238. ISBN: 978-1-4503-0483-2. DOI: 10.1145/1879141.1879170. URL: <http://doi.acm.org/10.1145/1879141.1879170>.
- [63] Z. Zhang, O. Mara, and K. Argyraki. “Network Neutrality Inference”. In: *SIGCOMM Comput. Commun. Rev.* 44.4 (Aug. 2014), pp. 63–74. ISSN: 0146-4833. DOI: 10.1145/2740070.2626308. URL: <http://doi.acm.org/10.1145/2740070.2626308>.
- [64] C. Pappas et al. “Transparency Instead of Neutrality”. In: *Proceedings of the 14th ACM Workshop on Hot Topics in Networks*. HotNets-XIV. Philadelphia, PA, USA: ACM, 2015, 22:1–22:7. ISBN: 978-1-4503-4047-2. DOI: 10.1145/2834050.2834082. URL: <http://doi.acm.org/10.1145/2834050.2834082>.