



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

**Ανάπτυξη αλγορίθμων εύρεσης διαδρομών σε δίκτυα πολλών
διαχειριστικών περιοχών**

ΔΙΠΛΩΜΑΤΙΚΗ ΕΡΓΑΣΙΑ

του

ΜΩΥΣΗ Κ. ΧΑΪΛΗ

Επιβλέπων : Βασίλης Μάγκλαρης
Καθηγητής Ε.Μ.Π.

Αθήνα, Ιούνιος 2009



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

**Ανάπτυξη αλγορίθμων εύρεσης διαδρομών σε δίκτυα πολλών
διαχειριστικών περιοχών**

ΔΙΠΛΩΜΑΤΙΚΗ ΕΡΓΑΣΙΑ

του

ΜΩΥΣΗ Κ. ΧΑΪΛΗ

Επιβλέπων : Βασίλης Μάγκλαρης
Καθηγητής Ε.Μ.Π.

Εγκρίθηκε από την τριμελή εξεταστική επιτροπή την 25^η Ιουνίου 2009

.....
Βασίλης Μάγκλαρης
Καθηγητής Ε.Μ.Π.

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

.....
Δημήτρης Καλογεράς
Διδάκτωρ Ε.Μ.Π.

Αθήνα, Ιούνιος 2009

.....
ΜΩΥΣΗΣ Κ. ΧΑΪΛΗΣ

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

Copyright © Μωσής Κ. Χαΐλης, 2009

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 τον συγγραφέα.

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

Περίληψη

Βασικό κομμάτι στα προσανατολισμένα προς σύνδεση δίκτυα υψηλής ταχύτητας είναι η δυνατότητα τους να προσδιορίζουν ανθεκτικές συνδέσεις ώστε να καλύπτουν τις απαιτήσεις των χρηστών, διασχίζοντας διαφορετικές διαχειριστικές περιοχές. Οι αλγόριθμοι εύρεσης ανεξάρτητων διαδρομών οφείλουν να λάβουν υπ' όψιν τους τις ανεπάρκειες των πρωτοκόλλων δρομολόγησης διά-περιοχών καθώς και την απροθυμία των διαχειριστών κάθε περιοχής να διαφημίσουν τη λεπτομερή εσωτερική δομή τους.

Σε αυτή την εργασία προτείνουμε ένα μετρικό, τον δείκτη επικάλυψης ο οποίος ποσολογεί την επικάλυψη των διαδρομών οι οποίες περνούν μέσω δύο οποιονδήποτε ζευγαριών κόμβων συνόρων της ίδιας περιοχής, χωρίς να εκθέτει τις εσωτερικές λεπτομέρειες της περιοχής. Βασιζόμενοι στην έννοια αυτού του δείκτη, εισάγουμε μια τεχνική συνάθροισης τοπολογίας και έναν αλγόριθμο εύρεσης ανεξάρτητων διαδρομών σε δίκτυα πολλών διαχειριστικών περιοχών, με σκοπό την ανίχνευση ανθεκτικών συνδέσεων με κριτήριο τη διαθέσιμη χωρητικότητα. Η χρήση αυτής της μεθόδου, την οποία ονομάζουμε Full Mesh with Overlap Factor, εξασφαλίζει ότι οι προσδιορισμένες διαδρομές (α) αντιστοιχούν σε εφικτά και πραγματοποιήσιμα ανεξάρτητα ζεύγη διαδρομών διά-μέσου πολλών διαχειριστικών περιοχών. (β) έχουν πραγματικό ελάχιστο bandwidth μεγαλύτερο ή ίσο από την εκτίμηση που υπολογίζεται από τον αλγόριθμό μας. Εκτενείς προσομοιώσεις επιβεβαιώνουν ότι η μέθοδος Full Mesh with OF προσδιορίζει κατάλληλα ζευγάρια διαδρομών με υψηλή αναλογία επιτυχίας, βελτιώνοντας πολύ τις απλούστερες μεθόδους συνάθροισης, χωρίς να αυξάνει την πολυπλοκότητα υπολογισμού των διαδρομών και με την ελάχιστη ανταλλαγή πληροφοριών μεταξύ των διαφόρων περιοχών.

Λέξεις Κλειδιά

Αλγόριθμοι δρομολόγησης, ανεξάρτητες διαδρομές, δίκτυα πολλών διαχειριστικών περιοχών, χωρητικότητα, τεχνική συνάθροισης τοπολογίας, δείκτης επικάλυψης, ανθεκτικές συνδέσεις.

Abstract

A key issue in high speed connection oriented networks is the ability to identify resilient paths to meet user requirements, spanning multiple administrative domains. Disjoint path finding needs to account for shortcomings of inter-domain routing protocols and the reluctance of domain administrators to advertise their detailed internal structure.

In this paper we propose a metric, the Overlap Factor (*OF*) that quantifies the overlap of paths passing through any two pairs of border nodes of the same domain, without exposing internal topology information. Based on this concept we introduce a *Topology Aggregation* technique and a multi-domain disjoint path finding algorithm for identifying resilient path connections with criterion the capacity. Use of this method, referred to as Full Mesh with Overlap Factor (*FM with OF*), ensures that identified paths (a) correspond to feasible multi-domain disjoint pairs; (b) have an actual minimum bandwidth more or equal to the estimate calculated in our multi-domain path finding algorithm. Extensive simulations confirm that *FM with OF* identifies suitable pairs of paths with a high success ratio, greatly improving on simpler aggregation methods, without increasing path computation complexity and with minimal inter-domain information exchange.

Keywords

Navigation algorithms, disjoint paths, multi domain networks, bandwidth, topology aggregation technique, overlap factor, resilient paths.

Πίνακας περιεχομένων

1. Εισαγωγή.....	9
1.1. Εισαγωγή.....	9
1.2. Δίκτυα προσανατολισμένα σε σύνδεση.....	10
1.3. Δρομολόγηση IP.....	11
1.4. Η τεχνολογία MPLS.....	12
1.5. Ελαστικές και ανθεκτικές διαδρομές.....	12
1.6. Ορισμός του προβλήματος και σκοπός της εργασίας.....	13
2. Εύρεση ανεξάρτητων διαδρομών και συνάθροιση τοπολογίας.....	16
2.1. Εισαγωγή.....	16
2.2. Συνάθροιση Τοπολογίας (topology aggregation).....	17
2.2.1.Εισαγωγή.....	17
2.2.2.Σημασία της δρομολόγησης και ανάγκη για συνάθροιση τοπολογίας.....	17
2.2.3.Η τεχνική Full Mesh.....	20
2.3. Εύρεση ανεξάρτητων διαδρομών (disjoint path finding).....	27
2.3.1.Εισαγωγή.....	27
2.3.2.Disjoint Path Finding-delay.....	28
2.3.3.Disjoint Path Finding-bandwidth.....	30
2.4. Το πρόβλημα της εύρεσης ανεξάρτητων διαδρομών σε δίκτυα πολλών διαχειριστικών περιοχών (problem of Multi-Domain disjoint path finding.....	33
2.5. Πρόσφατη σχετική εργασία.....	38
3. Δείκτης επικάλυψης- Overlap Factor (OF).....	41
3.1. Εισαγωγή.....	41
3.2. Προσέγγιση βασισμένη στο δείκτη επικάλυψης.....	42
3.3. Full Mesh με δείκτη επικάλυψης.....	48
3.4. Εύρεση ανεξάρτητων διαδρομών σε Multi-domain δίκτυα με χρήση του δείκτη επικάλυψης.....	50
3.5. Επίδραση της περιοχής προορισμού.....	55
4. Πειραματικά Αποτελέσματα.....	57
4.1. Προσομοίωση Τοπολογίας.....	57
4.2. Αριθμητικά Αποτελέσματα.....	58
5. Συμπεράσματα.....	64
6. Βιβλιογραφία.....	66

1

Εισαγωγή

1.1 Εισαγωγή

Οι αλγόριθμοι εύρεσης διαδρομών συμβάλουν στην εφαρμογή των πρωτοκόλλων δρομολόγησης στα δίκτυα επικοινωνιών δεδομένων. Οι διαδρομές αυτές χρησιμοποιούνται για να δημιουργηθούν οι πίνακες δρομολόγησης των ενδιάμεσων κόμβων βάσει των οποίων προωθούνται τα πακέτα προς κάθε τελικό προορισμό. Η σημαντικότητα αυτών των αλγορίθμων αναγνωρίστηκε πολύ καιρό πριν τόσο για τα δίκτυα μεταγωγής πακέτου (datagram, χωρίς σύνδεση) για τη μεταφορά δεδομένων όσο και για τα δίκτυα μεταγωγής κυκλώματος (με σύνδεση) για διεξαγωγή τηλεφωνικών κλήσεων. Πρόσφατα ανανεώθηκε το ενδιαφέρον για αυτούς τους αλγορίθμους, στα πλαίσια των προσανατολισμένων προς σύνδεση (οπτικών) δικτύων υψηλής χωρητικότητας. Πλέον οι δυναμικοί χρήστες (μεμονωμένα πρόσωπα ή μεγάλες οργανώσεις) έχουν τη δυνατότητα να αντικαταστήσουν το best-effort IP με τεχνολογίες υψηλής ταχύτητας και εύρους ζώνης σε circuit-switched δίκτυα. Με την εισαγωγή και υιοθέτηση νέων τεχνολογιών και πρωτοκόλλων όπως ενδεικτικά το (G)MPLS και WDM, τα δίκτυα μπορούν να δεσμεύουν συνδέσεις που να ικανοποιούν κριτήρια πέραν της συνδεσιμότητας, όπως εγγυημένη χωρητικότητα ή/και μέγιστη καθυστέρηση. Οι αλγόριθμοι εύρεσης διαδρομών πρέπει να λαμβάνουν υπ' όψιν τους τέτοιες απαιτήσεις ώστε να επιστρέφουν μονοπάτια/ διαδρομές με τα απαιτούμενα χαρακτηριστικά. Επιπλέον οι συνδέσεις από άκρο σε άκρο αναγκαστικά πρέπει να εκταθούν και να περάσουν διαμέσου πολλαπλών διαχειριστικών περιοχών, με ίσως ανόμοιες τεχνολογίες μετάδοσης.

1.2 Δίκτυα προσανατολισμένα σε σύνδεση

Το πρώτο προσανατολισμένο προς σύνδεση δίκτυο είναι πιθανώς το γνωστό τηλεφωνικό δίκτυο. Αυτό είναι ένα δίκτυο μεταγωγής κυκλώματος (circuit-switched network), στο οποίο μια σύνδεση καθιερώνεται μεταξύ των δύο συμβαλλόμενων μερών με τη διάθεση ενός καναλιού σε κάθε σύνδεση μετάδοσης κατά μήκος της πορείας. Η έννοια της σύνδεσης, όπως χρησιμοποιείται στο τηλεφωνικό σύστημα έχει χρησιμοποιηθεί για πολύ από τα δίκτυα μεταγωγής πακέτων υπολογιστών (packet-switched networks) που την έχουν μιμηθεί. Τα δίκτυα αυτά είναι γνωστά σαν **Connection-Oriented packet-switched Networks**. Αυτά τα δίκτυα, αν και φαινομενικά είναι διαφορετικά, εντούτοις μοιράζονται κοινές αρχές δικτύωσης και σε μερικές περιπτώσεις, ένα πιο πρόσφατο δίκτυο χτίζεται επάνω σε κάποιο παλαιότερο. Παρ' όλα αυτά υπάρχει μια κύρια διαφορά μεταξύ των δύο δικτύων. Στα δίκτυα μεταγωγής κυκλώματος, (τηλεφωνικά δίκτυα) έχουμε ροή δεδομένων και η σύνδεση αφιερώνεται αποκλειστικά στους δύο χρήστες κατά τη διάρκεια της κλήση, ακόμα και όταν δεν στέλνονται δεδομένα. Δηλαδή το κανάλι που δεσμεύεται για κάθε κλήση δεν μπορεί να χρησιμοποιηθεί παράλληλα από άλλες κλήσεις. Αντίθετα στα δίκτυα μεταγωγής πακέτων, οι πληροφορίες στέλνονται σε πακέτα, τα οποία περνούν μέσω του δικτύου από κόμβο σε κόμβο έως ότου φθάνουν στον προορισμό τους. Σε αυτά τα δίκτυα, οι πόροι του κάθε καναλιού που διατίθεται σε κάθε σύνδεση μετάδοσης δε δεσμεύονται αποκλειστικά από ένα εικονικό κύκλωμα αλλά μοιράζονται από όλα τα εικονικά κυκλώματα που περνούν από το κανάλι αυτό.

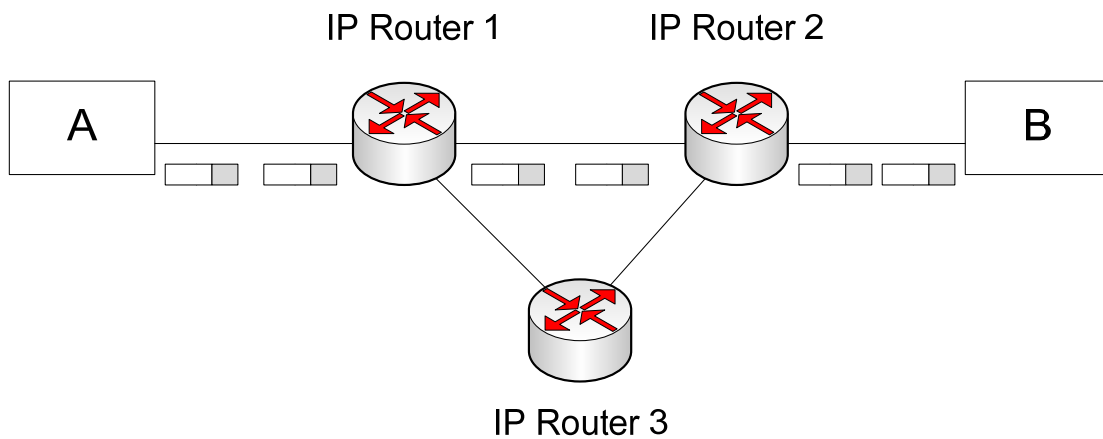
Σε ένα δίκτυο IP, ένας χρήστης μπορεί να στείλει τα πακέτα σε κάποιο προορισμό χωρίς να πρέπει προηγουμένως να έχει εγκαταστήσει μια σύνδεση δηλ., χωρίς να έχει πληροφορήσει το δίκτυο πριν από τη διαβίβαση των δεδομένων. Αυτό απλοποιεί το δίκτυο, δεδομένου ότι δεν υπάρχει καμία ανάγκη για ένα πρόσθετο πρωτόκολλο σηματοδότησης. Αντίθετα, στην περίπτωση των Connection-Oriented δικτύων, για να επικοινωνήσουν δύο χρήστες, πρέπει πρώτα να εγκατασταθεί από το δίκτυο ένα εικονικό κύκλωμα ή μια σύνδεση, ακολουθώντας τις φάσεις της καθιέρωσης της σύνδεσης, της μεταφορά δεδομένων και τέλος της αποσύνδεσης όπως ακριβώς συμβαίνει και σε ένα τηλεφωνικό δίκτυο.

Δύο **Connection-Oriented packet-switched Networks** είναι τα ATM (asynchronous transfer mode) και τα MPLS (multi-protocol label switched) δίκτυα. Το ATM χρησιμοποιείται σε δίκτυα στήριξης (backbone networks) για τη μεταφορά κυκλοφορίας IP, σε δίκτυα πρόσβασης (βασισμένα στο aDSL και σε παθητικά οπτικά δίκτυα) και στη σύγχρονη τηλεφωνία (cellular telephony). Η αρχιτεκτονική MPLS είναι μια επέκταση του ATM και θα αναφερθούμε σε αυτήν εκτενέστερα πιο κάτω.

1.3 Δρομολόγηση IP

Προτού περιγράψουμε τον τρόπο λειτουργίας του MPLS θα εξετάσουμε σε συντομία τον τρόπο που μεταφέρονται τα πακέτα σε ένα connectionless δίκτυο IP.

Υποθέστε ότι ο υπολογιστής A στέλνει πακέτα IP στον υπολογιστή B, όπως φαίνεται στο σχήμα 1.1. Κάθε πακέτο IP αποτελείται από μια ετικέτα και από το ωφέλιμο φορτίο. Η ετικέτα περιέχει τη διεύθυνση προορισμού IP του υπολογιστή B. Όταν ένα πακέτο φθάνει στο δρομολογητή IP 1, η ετικέτα εξετάζεται και η διεύθυνση προορισμού χρησιμοποιείται σε έναν πίνακα δρομολόγησης αποστολής προκειμένου να ανακαλυφθεί ο επόμενος δρομολογητής IP στον οποίο πρέπει να διαβιβαστεί το πακέτο. Στο παράδειγμά μας, ο δρομολογητής του επόμενου βήματος είναι ο 2. Τα πακέτα IP που φθάνουν στο δρομολογητή 2 υποβάλλονται σε επεξεργασία με τον ίδιο τρόπο. Δηλαδή, η διεύθυνση προορισμού αναζητείται στον πίνακα δρομολόγησης του δρομολογητή 2 προκειμένου να προσδιοριστεί το επόμενο βήμα. Ο δρομολογητής 2 βρίσκει ότι η διεύθυνση προορισμού των πακέτων IP που στάλθηκαν από τον υπολογιστή A είναι μια τοπική διεύθυνση και έτσι στέλνει απλά τα πακέτα στον υπολογιστή B. Ο πίνακας δρομολόγησης σε κάθε δρομολογητή IP κατασκευάζεται χρησιμοποιώντας ένα πρωτόκολλο δρομολόγησης όπως το OSPF (open shortest path first).



Σχήμα 1.1: Δρομολόγηση πακέτων IP.

1.4 Η τεχνολογία MPLS

Τυπικά ένας δρομολογητής IP δεν προσφέρει QoS (ποιότητα υπηρεσίας). Έχει υπάρξει μεγάλο ενδιαφέρον για την εισαγωγή QoS σε δίκτυα IP, και η τεχνολογία MPLS (MultiProtocol Label Switching) φαίνεται να είναι η αρχιτεκτονική για την εισαγωγή QoS.

Η βασική λειτουργία της τεχνολογίας MPLS είναι να προωθεί τα πακέτα χρησιμοποιώντας ετικέτες (και όχι απλά τη διεύθυνση προορισμού IP) που έχουν προσαρτηθεί σε κάθε πακέτο, οι οποίες διανέμονται μεταξύ των κόμβων που αποτελούν το δίκτυο. Στα συμβατικά δίκτυα IP, οι τελικοί χρήστες συνδέονται σε δρομολογητές απόληξης (edge routers) μέσω δικτύων πρόσβασης. Οι δρομολογητές απόληξης διασυνδέονται μεταξύ τους μέσω δρομολογητών του δικτύου πυρήνα. Όπως είναι γνωστό η βασική λειτουργία των δρομολογητών είναι η γρήγορη και αποτελεσματική προώθηση πακέτων από την πηγή προς τον προορισμό. Σε έναν συμβατικό δρομολογητή, η λειτουργία προώθησης πακέτων είναι αρκετά απαιτητική σε υπολογιστική ισχύ. Καθώς οι ταχύτητες των φυσικών συνδέσεων αυξάνουν, οι δρομολογητές αρχίζουν να φαίνονται όλο και πιο αργοί συνιστώντας τη στενωπό του συστήματος. Για το λόγο αυτό η τεχνολογία MPLS, προσπαθεί να απλουστεύσει τη λειτουργία της δρομολόγησης. Η βασική ιδέα είναι ότι οι δρομολογητές απόληξης εκτελούν κανονικά τη λειτουργία δρομολόγησης, ενώ οι ενδιάμεσοι δρομολογητές του δικτύου πυρήνα αναβαθμίζονται σε Δρομολογητές-Μεταγωγείς ετικέτας (Label-Switched Routers, LSRs) και εκτελούν λειτουργία μεταγωγής, η οποία ως λειτουργία επιπέδου 2 είναι πιο γρήγορη. Μεταξύ των δρομολογητών απόληξης εγκαθίστανται διαδρομές αναγνωριζόμενες από μια ετικέτα. Η τεχνολογία MPLS δεν αντικαθιστά τη δρομολόγηση IP, αλλά θα συνυπάρξει μαζί με υπάρχουσες και μελλοντικές τεχνολογίες δρομολόγησης, ώστε να παρέχει υψηλές ταχύτητες προώθησης δεδομένων. Επιπλέον θα εξασφαλίσει εύρος ζώνης για ροές κίνησης με διαφορετικές απαιτήσεις σε ποιότητα Υπηρεσίας.

1.5 Ελαστικές και ανθεκτικές διαδρομές

Οι απαιτητικοί χρήστες (π.χ. μεγάλες υπολογιστικές κοινότητες) ζητούν ελαστική και ανθεκτική συνδεσιμότητα (resilient connectivity) με εγγυήσεις επίδοσης διαμέσου δικτύων πολλαπλών διαχειριστικών περιοχών. Κατά συνέπεια ο σχεδιασμός ανθεκτικών δικτύων επικοινωνιών γίνεται μια θεμελιώδης απαίτηση, ειδικά σε δίκτυα υψηλής χωρητικότητας, όπου μια πεσμένη γραμμή μπορεί να έχει επιπτώσεις σε ένα μεγάλο αριθμό χρηστών. Κατά τη διάρκεια των τελευταίων δεκαετιών έχουν προταθεί και εφαρμοστεί αρκετοί μηχανισμοί προστασίας και αποκατάστασης ενός δικτύου όπως είναι τα δαχτυλίδια προστασίας

(protection rings) και οι κύκλοι προστασίας (protection cycles). Αυτές οι μέθοδοι εξετάζουν την εύρεση ανεξάρτητων διαδρομών (disjoint path finding) σε περιβάλλον μιας και μόνο διαχειριστικής περιοχής, έχοντας διαθέσιμη την πλήρη τοπολογία του δικτύου. Για να είναι σε θέση ένα δίκτυο να παρέχει προηγμένες υπηρεσίες, απαιτείται ένα ενισχυμένο επίπεδο ελέγχου εφαρμόζοντας τρία κύρια συστατικά: ένα πρωτόκολλο δρομολόγησης, ένα πρωτόκολλο σηματοδότησης και ένα σύνολο αλγορίθμων εξεύρεσης διαδρομών. Παραδείγματα πρωτοκόλλων δρομολόγησης και σηματοδότησης είναι τα OSPF-TE και RSVP-TE αντίστοιχα.

Η εύρεση πορειών μπορεί να βασιστεί είτε στα πρωτόκολλα δρομολόγησης διανύσματος απόστασης (Distance Vector) είτε στα πρωτόκολλα δρομολόγησης κατάστασης ζεύξης (Link state). Τα πρωτόκολλα Distance Vector μεταδίδουν πληροφορία δρομολόγησης η οποία περιλαμβάνει τις διαδρομές μεταξύ των κόμβων και την απόστασή τους. Οι δρομολογητές χρησιμοποιούν τα πρωτόκολλα αυτά για να κοινοποιούν περιοδικά τις διαδρομές που περιλαμβάνονται στους πίνακες δρομολόγησής τους χωρίς να συγχρονίζουν τις πληροφορίες δρομολόγησης που έχουν, ούτε να επιβεβαιώνουν τη λήψη της πληροφορίας δρομολόγησης. Αντίθετα οι δρομολογητές οι οποίοι χρησιμοποιούν πρωτόκολλα Link state, ανταλλάσσουν ενημερώσεις κατάστασης ζεύξης (LSAs) προκειμένου να επικαιροποιήσουν τους πίνακες δρομολόγησής τους. Οι δρομολογητές που χρησιμοποιούν τα πρωτόκολλα αυτά συγχρονίζουν τις πληροφορίες δρομολόγησης που έχουν και επιβεβαιώνουν τη λήψη της πληροφορίας δρομολόγησης την οποία ανταλλάσσουν. Για τις περιπτώσεις όπου ψάχνουμε disjoint paths, καταλληλότεροι αλγόριθμοι είναι αυτοί που βασίζονται σε πρωτόκολλα δρομολόγησης κατάστασης ζεύξης.

1.6 Ορισμός του προβλήματος και σκοπός της εργασίας

Ένα σημαντικό πρόβλημα ανακύπτει όταν το μονοπάτι που προκύπτει από τους αλγορίθμους εύρεσης διαδρομών πρέπει να διασχίσει διαφορετικές διαχειριστικές περιοχές. Δεδομένου ότι για να ανακαλυφθεί το μονοπάτι είναι απαραίτητη η πλήρης γνώση της τοπολογίας κάθε δικτύου (αυτόνομης διαχειριστικής περιοχής) και δεδομένου ότι τέτοια πληροφορία δεν ανταλλάσσεται για λόγους ασφάλειας και πολιτικής, προκύπτει το θέμα του πώς θα ανασχεδιαστούν οι αλγόριθμοι εύρεσης διαδρομών ώστε να αντιμετωπίζουν αυτήν την έλλειψη λεπτομερούς περιγραφής των άλλων δικτύων.

Σε περιβάλλοντα πολλών διαχειριστικών περιοχών, οι περιοχές δεν ανταλλάσσουν τα πλήρη στοιχεία τοπολογίας, εμποδίζοντας την εύρεση ανεξάρτητων (disjoint) διαδρομών διαμέσου

πολλών διαχειριστικών περιοχών, διαδικασία η οποία απαιτεί την ένδειξη της δυνατότητας των γειτονικών περιοχών να χειριστούν ανθεκτικές πορείες που περνούν μέσω αυτών.

Σε δίκτυα βασισμένα στο IP, οι πληροφορίες δρομολόγησης πολύ-περιοχών ανταλλάσσονται μέσω του πρωτοκόλλου BGP που ανήκει στην κατηγορία των πρωτοκόλλων Distance Vector. Το Πρωτόκολλο Συνοριακών Θυρών (Border Gateway Protocol, BGP) αποτελεί το de facto πρότυπο για τη δρομολόγηση μεταξύ Αυτόνομων Συστημάτων (Autonomous System, AS). Το BGP παρέχει μηχανισμούς για:

1. Απόκτηση πληροφορίας πρόσβασης σε υποδίκτυα από γειτονικά ASs
2. Μετάδοση της πληροφορίας αυτής σε όλους τους δρομολογητές μέσα σε ένα AS
3. Καθορισμός των βέλτιστων διαδρομών προς υποδίκτυα βάσει της παραπάνω πληροφορίας και της πολιτικής του AS

Το BGP επιτρέπει επομένως σε κάθε υποδίκτυο να αναγγέλλει την ύπαρξη του στο υπόλοιπο Διαδίκτυο έτσι ώστε όλα τα ASs να το γνωρίζουν και να υπολογίζουν τη διαδρομή προς αυτό. Η πρωταρχική αρμοδιότητα ενός συστήματος BGP είναι η ανταλλαγή πληροφορίας σχετικής με την τοπολογία και την ύπαρξη διαδρομών προς διάφορα δίκτυα. Κάθε δρομολογητής διατηρεί έναν πίνακα στη μνήμη του, που περιέχει όλες τις πιθανές διαδρομές προς ένα συγκεκριμένο προορισμό. Η πληροφορία που ανταλλάσσεται δεν είναι λεπτομερής. Κάθε δρομολογητής μεταδίδει μόνο τη βέλτιστη διαδρομή προς κάποιον προορισμό χρησιμοποιώντας ένα μόνο μέτρο για την αξιολόγηση της από τους ομότιμους δρομολογητές και τον βαθμό επιλογής της κάθε ζεύξης. Ο βαθμός αυτός εξαρτάται από μία πληθώρα παραμέτρων, όπως ο αριθμός των αυτόνομων συστημάτων μέσω των οποίων διέρχεται η διαδρομή, η διαθεσιμότητα της ζεύξης και η καθυστέρηση μετάδοσης.

Εντούτοις, το πρωτόκολλο BGP, τουλάχιστον στις τρέχουσες εφαρμογές του, παρουσιάζει περιορισμούς στην εύρεση disjoint διαδρομών που μπορούν να αποδοθούν στους ακόλουθους λόγους. (1) το BGP διαφημίζει μόνο τις βασικές πληροφορίες δρομολόγησης και είναι καθήκον της κάθε περιοχής (domain) να αξιολογήσει αποδεκτές πορείες βασισμένες στις τοπικές πολιτικές των περιοχών, (2) το BGP δεν καθορίζει ένα ελάχιστο σύνολο ιδιοτήτων οι οποίες να απαιτούνται για την εύρεση διαδρομών, ούτε ένα κοινό σχήμα περιγραφής των δικτύων που ανταλλάσσεται από τις περιοχές, (3) το BGP είναι ένα κατανεμημένο πρωτόκολλο, που σχεδιάστηκε για ολόκληρο το Διαδίκτυο (μέχρι 300.000 διαδρομές και 50.000 περιοχές Δεκεμβρίου 2008). Κατά συνέπεια δεν χειρίζεται επιλογές δρομολόγησης και ιδιότητες για την κατάσταση των συνδέσεων.

Το πρόβλημα της δρομολόγησης πολύ-περιοχών με την ελλιπή γνώση της τοπολογίας κάθε δικτύου δεν είναι καινούριο. Διάφοροι αλγόριθμοι κατάστασης ζεύξης για δίκτυα πολύ-

περιοχών εξετάστηκαν εκτενώς μέσα στην ιεραρχική δικτύωση του ATM με το όνομα «συνάθροιση τοπολογίας» (Topology Aggregation-TA). Η συνάθροιση τοπολογίας στοχεύει στη μείωση του μεγέθους των πληροφοριών που χρησιμοποιούνται από τους αλγορίθμους δρομολόγησης επιτρέποντας στους αλγορίθμους κατάστασης ζεύξης να εκτελούνται σε δίκτυα μεγάλης κλίμακας. Η συνάθροιση τοπολογίας στοχεύει (α) στο κρύψιμο της εσωτερικής δομής κάθε περιοχής, (β) στη διαφήμιση μειωμένων πληροφοριών για τις περιοχές, για λόγους εξελξιμότητας, ενώ (γ) επιτρέπει την ακριβή εύρεση πορειών.

Σκοπός της διπλωματικής είναι ο σχεδιασμός και η υλοποίηση ενός μοντέλου ανταλλαγής πληροφορίας μεταξύ διαχειριστικών περιοχών και ένας αλγόριθμος εύρεσης διαδρομών με τους εξής περιορισμούς και κριτήρια: (1) απόκρυψη του εσωτερικού κάθε δικτύου, (2) ελαχιστοποίηση της πληροφορίας που ανταλλάσσεται και (3) ακρίβεια στην εύρεση διαδρομών. Με αυτό το στόχο, προτείνουμε ένα μετρικό που ποσολογεί την επικάλυψη των πορειών σε μια περιοχή ενώ ταυτόχρονα διατηρεί την εσωτερική ιδιωτικότητα των περιοχών. Βασιζόμενοι στην έννοια αυτού του μετρικού, εισάγουμε μια τεχνική συνάθροισης τοπολογίας και έναν ενισχυμένο αλγόριθμο εύρεσης ανεξάρτητων διαδρομών ο οποίος εκμεταλλεύεται αυτούς τους ενδείκτες σε δίκτυα πολλών διαχειριστικών περιοχών, με σκοπό την ανίχνευση ανθεκτικών διαδρομών με κριτήριο τη διαθέσιμη χωρητικότητα.

Στην εργασία θα μελετηθούν τα μοντέλα για την ανακάλυψη διαδρομών με κριτήριο την διαθέσιμη χωρητικότητα, σε συνέχεια υπάρχουσας δουλειάς που ασχολήθηκε με την εύρεση διαδρομών με κριτήριο την ελάχιστη καθυστέρηση.

Το υπόλοιπο της εργασίας οργανώνεται ως εξής: Στο κεφάλαιο 2 παρουσιάζουμε την τεχνική της συνάθροισης τοπολογίας και κάνουμε μια εισαγωγή στους αλγορίθμους εύρεσης ανεξάρτητων διαδρομών με τη βοήθεια του αλγορίθμου Suurballe και Tarjan (S& T). Τέλος παρουσιάζουμε το πρόβλημα που προκύπτει στην εφαρμογή του αλγορίθμου εύρεσης ανεξάρτητων διαδρομών σε δίκτυα πολλών διαχειριστικών περιοχών και συζητάμε τη σχετική εργασία. Στο κεφάλαιο 3 περιγράφουμε τον τρόπο υπολογισμού του δείκτη επικάλυψης επάνω στον οποίο στηρίζεται η δημιουργία της Full Mesh μορφής του δικτύου με το δείκτη επικάλυψης. Βασιζόμενοι στο δείκτη επικάλυψης δίνουμε λύση στο πρόβλημα εύρεσης ανεξάρτητων διαδρομών σε multi-domain δίκτυα. Τέλος δίνουμε έμφαση στην επίδραση της περιοχής προορισμού. Στο κεφάλαιο 4 παρουσιάζουμε τα πειραματικά μας αποτελέσματα που δείχνουν το ποσοστό επιτυχίας του αλγορίθμου και τη σημαντική βελτίωση σε σύγκριση με τις απλές τεχνικές συνάθροισης τοπολογίας. Στο κεφάλαιο 5 παρουσιάζουμε τα συμπεράσματά μας και τέλος στο κεφάλαιο 6 παρουσιάζουμε τη σχετική βιβλιογραφία.

2

Εύρεση ανεξάρτητων διαδρομών και συνάθροιση τοπολογίας

2.1 Εισαγωγή

Σε αυτό το κεφάλαιο αρχίζουμε με μερικές βασικές έννοιες των δικτύων από τη θεωρία των γράφων. Εστιάζουμε έπειτα στο πρόβλημα της εύρεσης ανεξάρτητων διαδρομών σε δίκτυα πολλών διαχειριστικών περιοχών.

Οι τεχνικές που παρουσιάζονται σε αυτή την εργασία είναι βασισμένες σε ένα γραφικό μετασχηματισμό του δικτύου, με τις συσκευές και τις συνδέσεις τους να αντιπροσωπεύονται από κόμβους (nodes) και γραμμές (links) αντίστοιχα. Μια κατευθυνόμενη γραμμή-σύνδεση από τον κόμβο I στον κόμβο J εκφράζεται ως (I, J). Το πλήρες δίκτυο είναι το σύνολο όλων των περιοχών και των συνδέσεων διά-περιοχών δηλ. όλων των γραμμών που ενώνουν ένα domain με ένα άλλο. Οι συνδέσεις διά-περιοχών συνδέουν τους κόμβους συνόρων (border nodes) των διαφορετικών περιοχών. Μια πορεία από τον κόμβο πηγής S στον κόμβο προορισμού T ορίζεται ως η συνδεδεμένη διατεταγμένη λίστα συνδέσεων που αρχίζουν από τον κόμβο S και τελειώνουν στον T.

Κάθε σύνδεση (I, J) συνδέεται με ένα σύνολο παραμέτρων που καθορίζουν το μέτρο της απόδοσής της. Οι διαδρομές μπορούν να κληρονομήσουν τις παραμέτρους των συνδέσεων με τρεις τρόπους ανάλογα με τη φύση της κάθε παραμέτρου. Κάποιες παράμετροι είναι προσθετικές (additive), περιοριστικές (restrictive) και άλλες πολλαπλασιαστικές (multiplicative). Τα χαρακτηριστικά παραδείγματα κάθε παραμέτρου είναι η καθυστέρηση (delay), το εύρος ζώνης (bandwidth) και η αναλογία απώλειας πακέτων (packet loss ratio) αντίστοιχα.

2.2 Συνάθροιση Τοπολογίας (*topology aggregation*)

2.2.1 Εισαγωγή

Η εύρεση διαδρομών σε Connection-Oriented δίκτυα απαιτεί την ανταλλαγή πληροφοριών κατάστασης. Αυτό περιλαμβάνει και τις στατικές (π.χ. η χωρητικότητα μιας γραμμής) και τις δυναμικές πληροφορίες (π.χ. το διαθέσιμο BW- bandwidth και την καθυστέρηση-delay).

Τα ζητήματα εξελισιμότητας και μυστικότητας στα περιβάλλοντα πολύ-περιοχών οδήγησαν σε αλγορίθμους διανύσματος απόστασης αντί της χρήσης των link state αλγορίθμων, (π.χ. η χρήση του BGP στο Διαδίκτυο). Εναλλακτικά, όταν είναι απαραίτητες οι πληροφορίες για την κατάσταση των συνδέσεων όπως στην περίπτωση μας, οι τεχνικές συνάθροισης τοπολογίας (Topology Aggregation, TA) αποτελούν την προτεινόμενη λύση.

Οι τεχνικές συνάθροισης τοπολογίας αποτελούν ξεκάθαρα βασικό κομμάτι πολλών πρωτοκόλλων δρομολόγησης ακόμα και κατά τη διάρκεια του σχεδιασμού τους, συμπεριλαμβανομένων και κάποιων πρωτοκόλλων στο διαδίκτυο που επεκτείνονται αυτή την περίοδο για λόγους εξελισιμότητας. Η συνάθροιση τοπολογίας καθορίζεται ως μια τεχνική όπως αυτές οι οποίες αφαιρούν ή συνοψίζουν τις πληροφορίες κατάστασης ζεύξης που πρόκειται να ανταλλαγούν, επεξεργαστούν και διατηρηθούν από τους κόμβους των δικτύων με σκοπό τη σωστή δρομολόγηση. Οι τεχνικές TA περιλαμβάνουν ενέργειες ώστε να συνοψίσουν ή και να αφαιρέσουν τις τοπολογικές λεπτομέρειες των περιοχών. Με την εκτέλεση των τεχνικών TA έχουμε την αφαίρεση των εσωτερικών κόμβων και των συνδέσεων, διατηρώντας τους κόμβους συνόρων και τις συνδέσεις διά-περιοχών που είναι οπωσδήποτε ορατοί σε άλλα δίκτυα. Η εσωτερική δομή κάθε περιοχής αντικαθίσταται από μια εικονική που διατηρεί τα χαρακτηριστικά της όσο το δυνατόν περισσότερο, ενώ κρύβει τις λεπτομέρειες κάθε περιοχής και μειώνει το μέγεθος και την πολυπλοκότητα της τοπολογίας που πρόκειται να διαφημιστεί στις υπόλοιπες περιοχές.

2.2.2 Σημασία της δρομολόγησης και ανάγκη για συνάθροιση τοπολογίας

Αυτή η τεχνική δεν έχει μελετηθεί εκτενώς εκτός κάτω από ένα μάλλον περιορισμένο πλαίσιο. Κάτω όμως από τη συνεχή αύξηση του διαδικτύου, των ζητημάτων εξελισιμότητας της δρομολόγησης αλλά και την ανάπτυξη της δρομολόγησης με απαιτήσεις ποιότητας υπηρεσίας, η ανάπτυξη τέτοιων τεχνικών έχει καταστεί πολύ σημαντική. Πολλές από τις τεχνικές συνάθροισης τοπολογίας εάν όχι όλες, είναι συσχετισμένες με τα τρέχοντα αλλά και μελλοντικά δίκτυα IP, ειδικά όταν εξετάζεται ο πολύ ενεργός ερευνητικός τομέας της inter-

domain δρομολόγησης, δηλαδή της δρομολόγησης μεταξύ των διαφόρων περιοχών μεταξύ τους.

Οι απαιτήσεις για ακρίβεια, απλότητα, αποδοτικότητα, βελτιστικότητα και εξελιξιμότητα διατηρούν τη σπουδαιότητα της δρομολόγησης στα δίκτυα μεταγωγής πακέτων. Δεν είναι υπερβολή να δηλώσουμε ότι η σημασία της αυξάνεται λόγω παραγόντων όπως οι εξής:

1. Οι συνεχώς αυξανόμενοι ρυθμοί μετάδοσης των δικτύων καθώς επίσης και οι καινούριες αναδυόμενες εφαρμογές έχουν ως αποτέλεσμα νέες προκλήσεις. Η ποιότητα υπηρεσίας έχει τροφοδοτήσει ήδη την απαίτηση για καλύτερη και αποδοτικότερη υποδομή δρομολόγησης.
2. Τα νέα λειτουργικά περιβάλλοντα, όπως τα ασύρματα δίκτυα, τα δίκτυα αισθητήρων και τα Ad Hoc δίκτυα απαιτούν την προσαρμογή των αρχών δρομολόγησης και της εφεύρεση νέων. Αυτά τα νέα λειτουργικά περιβάλλοντα κυμαίνονται από τα μικρής εμβέλειας ασύρματα δίκτυα, στα πολύ μεγάλης εμβέλειας όπως το διαπλανητικό διαδίκτυο.
3. Παρ' όλο που το ποσοστό αύξησης του αριθμού των Internet host, των ονομάτων περιοχών (domain names) και των χρηστών παρουσιάζεται μειωμένο ως αποτέλεσμα της παγκόσμιας οικονομικής κρίσης, οι γενικοί αριθμοί τους, κάνουν το στόχο της δρομολόγησης δυσκολότερο από ποτέ.

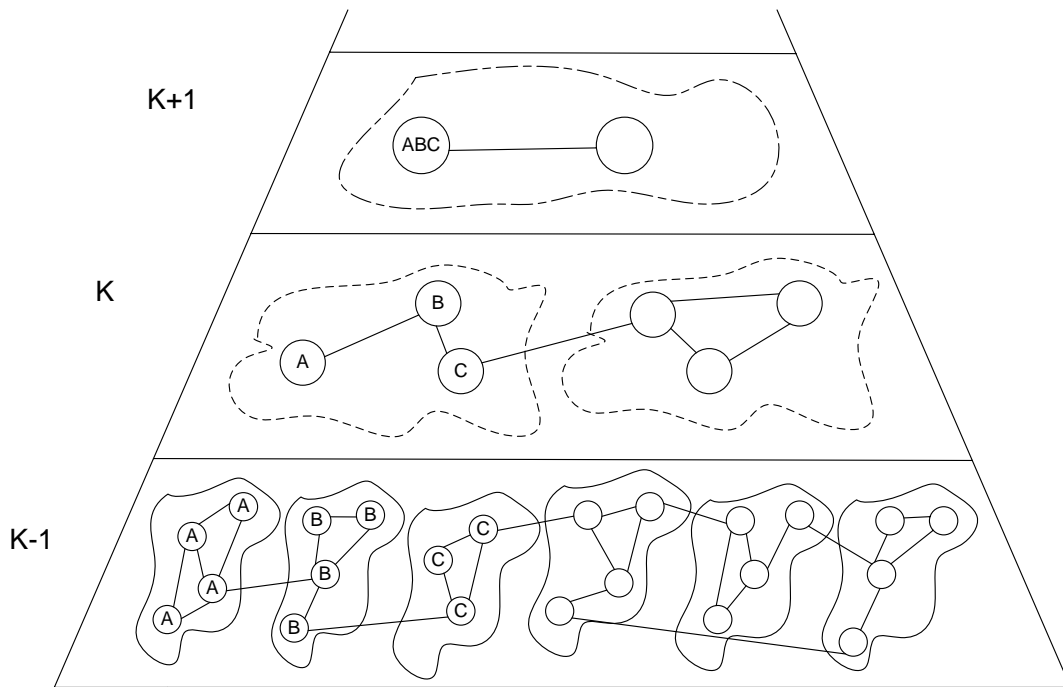
Σε αυτά που ακολουθούν περιορίζουμε το πεδίο εστίασής μας στην εξελιξιμότητα με τη βοήθεια της συνάθροισης τοπολογίας μέσα στη γενική περιοχή της δρομολόγησης με QoS. Η λειτουργία δρομολόγησης παρέχει συνδεσιμότητα μεταξύ ενός συνόλου συμμετεχόντων κόμβων. Προκειμένου να παραδοθούν τα πακέτα στους επιθυμητούς προορισμούς, οι πληροφορίες κατάστασης για το δίκτυο πρέπει να γίνουν γνωστές από τα πρωτόκολλα δρομολόγησης. Όπως αναφέραμε και πιο πάνω μερικές πληροφορίες κατάστασης είναι στατικές ενώ άλλες είναι δυναμικές. Είναι αυτή η δυναμική πτυχή των καταστάσεων του δικτύου που απαιτεί την ανταλλαγή, την επεξεργασία, τη συντήρηση και την αποθήκευση των πληροφοριών κατάστασης σε κάθε κόμβο.

Η σημασία της μείωσης των πληροφοριών κατάστασης και κατά συνέπεια της ανάπτυξης των τεχνικών συνάθροισης τοπολογίας γίνεται πιο επιτακτική λόγω της μεγάλης αύξησης τους. Παραδείγματα που προκαλούν την αύξηση των πληροφοριών κατάστασης είναι:

- a) Αύξηση στους κόμβους των δικτύων που συμμετέχουν στη δρομολόγηση
- b) Αύξηση στο φορτίο κυκλοφορίας που προσφέρεται
- c) Προσθήκη νέων χρηστών με παρόμοιες ή και πιο υψηλές προσδοκίες απόδοσης

Διάφορες τάσεις έχουν προκύψει σχετικά με τη δρομολόγηση QoS στο διαδίκτυο. Τα μεμονωμένα Αυτόνομα Συστήματα (ASs) τα οποία αποτελούν το διαδίκτυο έχουν γίνει πιο πυκνά διασυνδεδεμένα, σε αντιδιαστολή με τη δεντρική δομή που προβλεπόταν από το σχεδιασμό του. Αυτή η τοπολογική αλλαγή έχει ωθηθεί εν μέρει από τα συνεχώς μειωμένα κόστη της μετάδοσης δεδομένων και από την ανθεκτικότητα που επιδιώκεται από τους πελάτες μέσω της πολύ-κατεύθυνσης (multi-homing). Αυτό που τροφοδοτεί περαιτέρω την αλλαγή είναι ο πολλαπλασιασμός των νέων υπηρεσιών που ζητούνται και με αυτό τον τρόπο, οι περιορισμοί που απαιτούνται από τους πελάτες. Κατά συνέπεια, ο αριθμός των καταχωρημένων ASs, το μέγεθος της βάσης προώθησης πληροφοριών (Forwarding Information Base-FIB) του BGP και το συνολικό διάστημα διευθύνσεων IP που διαφημίζονται βρίσκεται στα ύψη. Από την προοπτική της αρχιτεκτονικής και των αλγορίθμων δρομολόγησης, όλα τα παραπάνω έχουν αποτέλεσμα τη διατήρηση περισσότερων πληροφοριών κατάστασης, μεγαλύτερες απαιτήσεις δύναμης επεξεργασίας και περισσότερο εύρος ζώνης που απαιτείται ώστε να πραγματοποιηθούν οι ανταλλαγές των αναπροσαρμογών (updates) δρομολόγησης. Αυτοί οι παράγοντες ασκούν πίεση στις ιδιότητες εξελιξιμότητας της δρομολόγησης στο διαδίκτυο. Εκτός από το πρόβλημα της εξελιξιμότητας, η ασφάλεια και η εμπορική εμπιστευτικότητα της εσωτερικής τοπολογίας των ASs και των διαφόρων περιοχών (domains) μέσα στα ASs θεωρούνται ουσιαστικές απαιτήσεις της μελλοντικής γενιάς των αρχιτεκτονικών και πρωτοκόλλων δρομολόγησης.

Ο στόχος των τεχνικών TA είναι η βελτιστοποίηση της απόδοσης της δρομολόγησης και ως εκ τούτου του συστήματος γενικότερα και η αποτροπή της υποβάθμισης της λειτουργίας. Υποθέστε ότι το κατώτατο επίπεδο ($K-1$) του σχήματος 2.1 αντιπροσωπεύει την πραγματική φυσική τοπολογία ενός δικτύου. Οι τεχνικές TA στοχεύουν στο μετασχηματισμό αυτής της φυσικής τοπολογίας σε μια συναθροισμένη αντιπροσώπευση με λιγότερες πληροφορίες, όπως παρουσιάζει το επίπεδο K ή ακόμα και το επίπεδο $K+1$, έτσι ώστε οι αλγόριθμοι δρομολόγησης να εκτελούνται στο συμπιεσμένο ή συναθροισμένο δίκτυο με τη μικρότερη πιθανότητα απόκλισης από το βέλτιστο το οποίο προκύπτει έχοντας διαθέσιμη την πλήρη τοπολογία του επιπέδου $K-1$ του σχήματος 2.1. Μερικές φορές οι τεχνικές TA αναφέρονται ως τεχνικές συμπίεσης των γράφων.



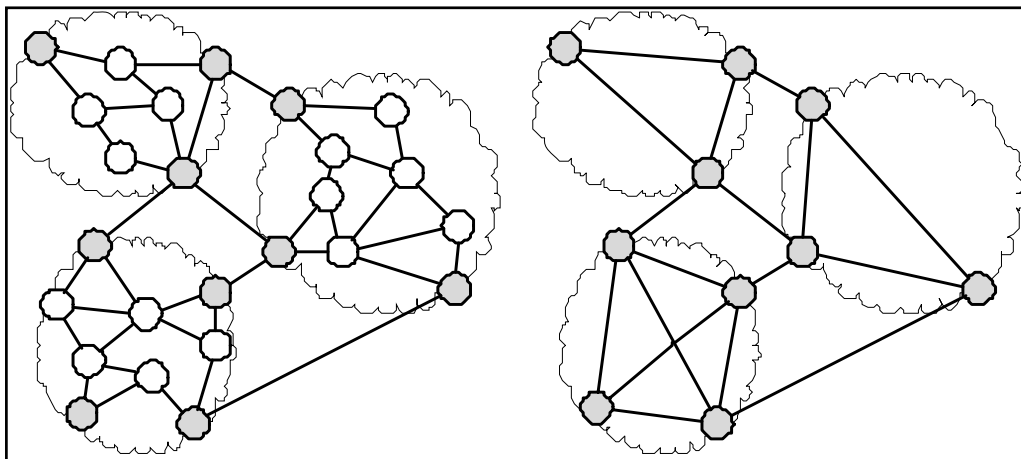
Σχήμα 2.1: Συνάθροιση τοπολογίας ενός ιεραρχικού δικτύου

Το αναμενόμενο αποτέλεσμα από την εφαρμογή μιας τεχνικής ΤΑ, είναι οι μειωμένες απαιτήσεις δύναμης επεξεργασίας, η χαμηλότερη υπερφόρτωση του δικτύου μέσω των μικρότερων και λιγότερο συχνών αναπροσαρμογών και οι μειωμένες απαιτήσεις για αποθήκευση στους κόμβους των δικτύων. Με τη χρήση των τεχνικών ΤΑ, οι κόμβοι δρομολόγησης θα πρέπει να διαδώσουν μικρότερες αναπροσαρμογές σε άλλους κόμβους στο δίκτυο και κάθε ένας θα πρέπει να συμπεριλάβει λιγότερα δεδομένα ως είσοδο στους αλγορίθμους δρομολόγησης.

2.2.3 Η τεχνική *Full Mesh*

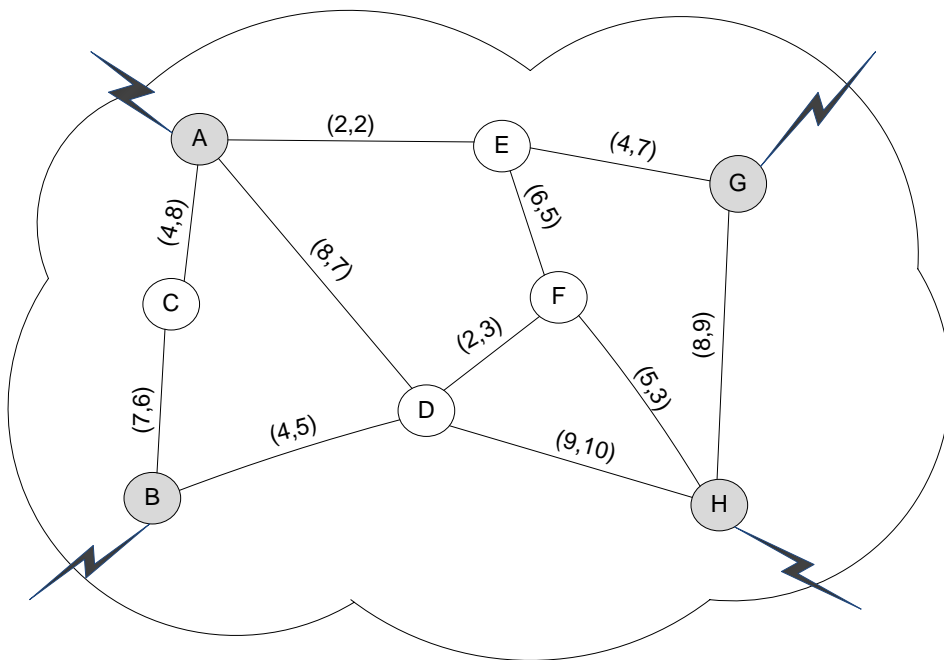
Μερικά παραδείγματα τεχνικών συνάθροισης τοπολογίας είναι το **full mesh (FM)**, το star, το spanning trees και συνδυασμοί αυτών, όπως το full mesh star. Εντούτοις, όλες στοχεύουν στην ενιαία επιλογή πορειών με μέχρι δύο στόχους, π.χ. προσδιορίζοντας την κοντύτερη πορεία που περνά μέσω του συναθροισμένου δικτύου, που να καλύπτει τις απαιτήσεις όσον αφορά την καθυστέρηση και το διαθέσιμο εύρος ζώνης. Η εργασία μας βασίζεται στο πλήρες πρότυπο συνάθροισης πλέγματος (FM), την πιο κοινή τεχνική ΤΑ. Η τεχνική FM μετασχηματίζει ένα δίκτυο περιοχών σε ένα σύνολο πλήρως διασυνδεδεμένων κόμβων συνόρων μέσω των εικονικών συνδέσεων, όπως παρουσιάζεται στο σχήμα 2.2 πιο κάτω. Οι κόμβοι συνόρων παρουσιάζονται με γκριζό χρώμα. Αυτοί είναι και οι μοναδικοί κόμβοι που παραμένουν μετά το μετασχηματισμό της πλήρους τοπολογίας μαζί με τις εσωτερικές εικονικές πλέον συνδέσεις και τις inter-domain συνδέσεις μεταξύ των περιοχών. Αυτή η

τεχνική είναι και η πιο περιγραφική από την άποψη της παρουσίασης χαρακτηριστικών της πλήρους τοπολογίας. Αυτό γιατί παρουσιάζει το κόστος κάθε σύνδεσης για κάθε ένα ζεύγος κόμβων συνόρων. Με αυτό τον τρόπο συλλαμβάνει τις λεπτομέρειες της τοπολογίας εις βάρος της χωρικής και της χρονικής πολυπλοκότητας. Οι εικονικές συνδέσεις λαμβάνονται με το τρέξιμο ενός αλγορίθμου εύρεσης σύντομων διαδρομών, βασισμένου σε ένα επιλεγμένο μετρικό (π.χ. ελάχιστη καθυστέρηση που όπως αναφέραμε αποτελεί προσθετική παράμετρο ή μέγιστο εύρος ζώνης το οποίο αποτελεί περιοριστική παράμετρο). Οι περιοχές διαφημίζουν τις εικονικές συνδέσεις μαζί με το επιλεγμένο μετρικό για όλα τα ζευγάρια κόμβων συνόρων κρύβοντας τις εσωτερικές λεπτομέρειες της τοπολογίας τους. Οι άλλες τεχνικές συναθροίσις χρησιμοποιούν την τεχνική FM ως πρώτο βήμα.

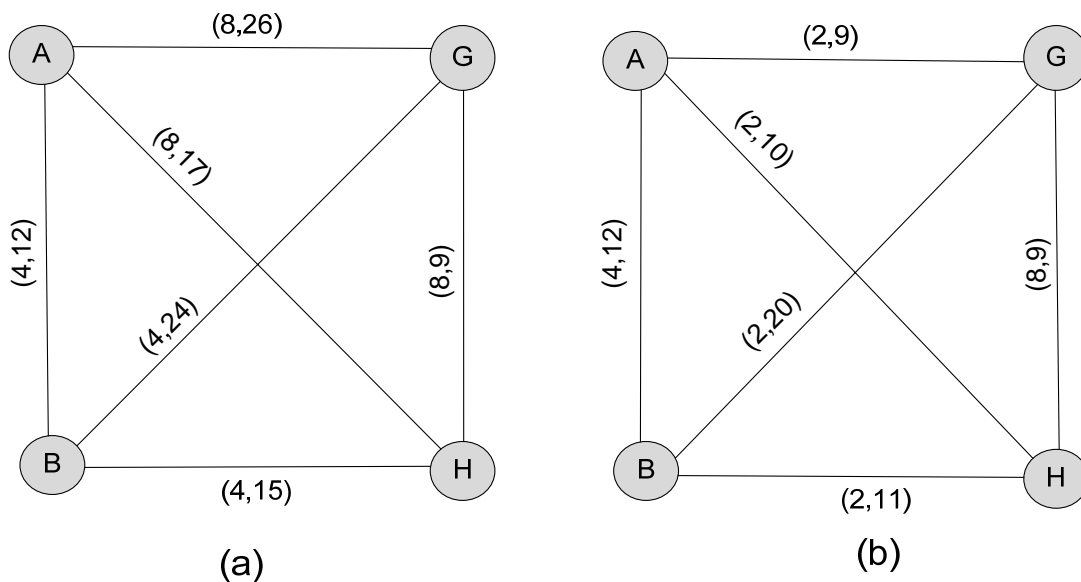


Σχήμα 2.2: Full Mesh Aggregation

Πιο κάτω θα παρουσιάσουμε το αποτέλεσμα της εφαρμογής της τεχνικής FM επάνω σε μια απλή τοπολογία ενός domain πρώτα με παράμετρο το εύρος ζώνης και ακολούθως με παράμετρο την καθυστέρηση. Στο σχήμα 2.3 παρουσιάζεται η πλήρης τοπολογία της περιοχής και στο σχήμα 2.4 οι συναθροισμένες τοπολογίες με βάση τα δυο μετρικά που προαναφέραμε.



Σχήμα 2.3: Ένα απλό υποδίκτυο για εφαρμογή των μετασχηματισμών. Οι παράμετροι των συνδέσεων (q^1, q^2) δείχνουν τις περιοριστικές (π.χ. εύρος ζώνης) και προσθετικές (π.χ. καθυστέρηση) παραμέτρους αντίστοιχα.



Σχήμα 2.4: Οι συναθροισμένες τοπολογίες του υποδικτύου του σήματος 2.2. (α) FM βασισμένο στην μεγιστοποίηση της περιοριστικής παραμέτρου. (β) FM βασισμένο στην ελαχιστοποίηση της προσθετικής παραμέτρου.

Η τοπολογία αποτελείται από 8 κόμβους, 4 από τους οποίους είναι κόμβοι συνόρων (border nodes), όπως δείχνεται από τους σκιασμένους κύκλους. Από εδώ και στο εξής όταν θα παρουσιάζουμε με κάποιο σχήμα ένα domain τότε οι κόμβοι συνόρων θα παρουσιάζονται

σκιασμένοι με γκριζό χρώμα ενώ οι υπόλοιποι θα είναι απλοί εσωτερικοί κόμβοι. Ο συνολικός αριθμός των παραμέτρων QoS (ποιότητας υπηρεσίας) είναι $\mu = 2$ και το διατεταγμένο ζευγάρι (q^1, q^2) δείχνει τις περιοριστικές και προσθετικές παραμέτρους QoS, αντίστοιχα. Το σχήμα 2.4 (α) παρουσιάζει την αντιπροσώπευση FM της τοπολογίας μας βασισμένη στη μεγιστοποίηση της περιοριστικής παραμέτρου QoS και το σχήμα 2.4 (β) παρουσιάζει την αντιπροσώπευση FM βασισμένη στην ελαχιστοποίηση της προσθετικής παραμέτρου. Σε κάθε μια περίπτωση, χρησιμοποιούμε είτε την περιοριστική είτε την προσθετική παράμετρο για να βρούμε την καλύτερη πορεία και την αντίστοιχη τιμή της παραμέτρου μεταξύ των κόμβων συνόρων. Παραδείγματος χάριν, η διαδρομή με τη μέγιστη-ελάχιστη περιοριστική παράμετρο από τον συνοριακό κόμβο A στο συνοριακό κόμβο G είναι η διαδρομή που περνά από τους κόμβους A-D-H-G. Κατά συνέπεια, στο σχήμα 2.4 (α) έχουμε $q_{pAG}^1 = 8$ και η αντίστοιχη προσθετική παράμετρος της πορείας A-D-H-G είναι $q_{pAG}^2 = 26$. Ομοίως, η διαδρομή με την ελάχιστη προσθετική παράμετρο από το A στο G είναι η διαδρομή που περνά από τους κόμβους A-E-G και έτσι στο σχήμα 2.4 (β), η εικονική σύνδεση από το A στο G έχει $q_{pAG}^1 = 2$ και $q_{pAG}^2 = 9$. Η τεχνική που χρησιμοποιούμε στην περίπτωση της περιοριστικής παραμέτρου για τον υπολογισμό της “καλύτερης” διαδρομής δηλ. αυτής με το μέγιστο ελάχιστο bandwidth (η γραμμή της διαδρομής με το ελάχιστο bandwidth να έχει το μέγιστο δυνατό bandwidth) μεταξύ δύο border nodes ώστε να δημιουργήσουμε την FM τοπολογία είναι η εξής:

1. Αφαιρούμε από το δίκτυο όλες τις γραμμές.
2. Προσθέτουμε κάθε φορά στο δίκτυο τη γραμμή με το μεγαλύτερο bandwidth.
3. Για κάθε ζεύγος border nodes εκτελούμε τον αλγόριθμο Dijkstra προσπαθώντας να βρούμε μια διαδρομή από το κόμβο πηγής προς τον κόμβο προορισμού.
4. Σε ένα άλλο δίκτυο που περιέχει μόνο τα border nodes του αρχικού εισάγουμε ένα virtual link για κάθε ζεύγος border nodes για το οποίο βρίσκουμε μια διαδρομή. Αυτό το link έχει delay ίσο με το άθροισμα των delays των συνδέσεων από τις οποίες αποτελείται και bandwidth ίσο με το BW της σύνδεσης με το μικρότερο BW.

Πιο κάτω παρουσιάζουμε και με τη βοήθεια κάποιου ψευδοκώδικα τη διαδικασία υπολογισμού της καλύτερης διαδρομής και της δημιουργίας της Full Mesh συνάθροισης τοπολογίας για ένα domain για καλύτερη κατανόηση. Ακολουθεί σύντομη επεξήγηση του κώδικα.

Algorithm 1: Create Full Mesh

```

main
List = add_All_Edges_From_The_Graph_In_The_List(realDomain);
remove_All_Edges_From_The_Graph(realDomain);
final_Domain = add_all_the_Border_Nodes_From_Graph(realDomain);
while ( List.Is_Not_Empty() ){
    maxBW = find_Edge_With_Max_BW( List );
    if (all_Paths_found) break;
    add_Edge_On_Graph( maxBW );
    remove_Edge_From_List( maxBW );
    for each pair of border nodes (  $B_i, B_j$  ) do {

        if (pair.find_Best_Path==false){

            Bw( $B_i, B_j$ ) = find_Best_Path_Between_Border_Nodes_In_The_Same_Domain(
                 $B_i, B_j$  )
            If (pair.find_Best_Path == true){
                Add_virtual_link_( $B_i, B_j$ )_with_bandwidth_Bw( $B_i, B_j$ )_in_Graph(final_Domain);
            }
        }
    }
}
restore graph;
return final_Domain;

procedure find_Best_Path_Between_Border_Nodes_In_The_Same_Domain(  $B_i, B_j$  ) {

p1List = DijkstraShortestPath.findPathBetween(  $B_i, B_j$  );
if (p1List!=null) {
    BW=min_BW_Of_List(p1List);
    pair.find_Best_Path==true;
    return BW;
}else{
pair.find_Best_Path==false;
return null;
}
}

```

Σε μια λίστα προσθέτουμε όλες τις συνδέσεις του δικτύου. Αφαιρούμε μετά όλες τις συνδέσεις από το δίκτυο ώστε να παραμείνουν μόνο όλοι οι κόμβοι. Σε ένα άλλο δίκτυο (τελικό) προσθέτουμε όλους τους κόμβους συνόρων του αρχικού δικτύου. Ο υπόλοιπος κώδικας εκτελείται μέσα σε ένα βρόχο μέχρι να αδειάσει η λίστα με τις συνδέσεις ή μέχρι να βρεθεί η καλύτερη διαδρομή με κριτήριο το BW για κάθε ζεύγος border nodes. Κάθε φορά ψάχνοντας τη λίστα βρίσκουμε τη σύνδεση με το μεγαλύτερο bandwidth την οποία προσθέτουμε στο αρχικό δίκτυο από το οποίο είχαμε αρχικά αφαιρέσει όλες τις συνδέσεις. Ακολούθως την αφαιρούμε από τη λίστα και για κάθε ζεύγος από border nodes αναζητούμε την καλύτερη διαδρομή, αν δεν έχει ήδη βρεθεί. Για το σκοπό αυτό εκτελείται μια συνάρτηση η οποία αρχικά εκτελεί τον αλγόριθμο dijkstra μεταξύ των δύο κόμβων συνόρων. Αν επιστραφεί αποτέλεσμα διαφορετικό από null τότε υπολογίζεται το μικρότερο BW όλων των συνδέσεων που αποτελούν τη διαδρομή και αυτό αποτελεί και το συνολικό BW της εν λόγω

διαδρομής. Επιστρέφοντας αυτή την τιμή σαν αποτέλεσμα στο κυρίως πρόγραμμα, προσθέτουμε μια εικονική σύνδεση μεταξύ των δύο κόμβων στο τελικό δίκτυο με τιμή BW την τιμή αυτή.

Μετά και από την παρουσίαση της τεχνικής εύρεσης της διαδρομής με το μέγιστο bandwidth με τη βοήθεια του ψευδοκώδικα θα αναλύσουμε το αποτέλεσμα που δώσαμε για την τοπολογία του σχήματος 2.3. Η ανάλυση παρουσιάζεται στο σχήμα 2.5 πιο κάτω. Ο αλγόριθμος, όπως εξηγήθηκε πιο πάνω αρχίζει με την εύρεση της σύνδεσης με τη μεγαλύτερη τιμή για την περιοριστική παράμετρο (bandwidth). Εισάγουμε τη σύνδεση (D,H) όπως φαίνεται στο σχήμα 2.5 (A). Να αναφέρουμε ότι όλες οι συνδέσεις θα θεωρούνται αμφίδρομες με τις ίδιες τιμές για τις δύο παραμέτρους. Στη συνέχεια εκτελούμε τον αλγόριθμο Dijkstra για κάθε ζεύγος κόμβων συνόρων για να βρούμε μια διαδρομή η οποία θα είναι και η καλύτερη από πλευράς BW. Αρχικά δεν επιστρέφει κανένα ζεύγος αποτέλεσμα άνισο του null οπότε συνεχίζουμε με την εισαγωγή της επόμενης σύνδεσης με το μέγιστο BW η οποία είναι η (A,D) και η (H,G) με BW ίσο με 8. Αυτή η περίπτωση παρουσιάζεται στο σχήμα 2.5 (B). Μετά από την εκτέλεση του αλγορίθμου Dijkstra έχουμε αποτέλεσμα για τα ζεύγη:

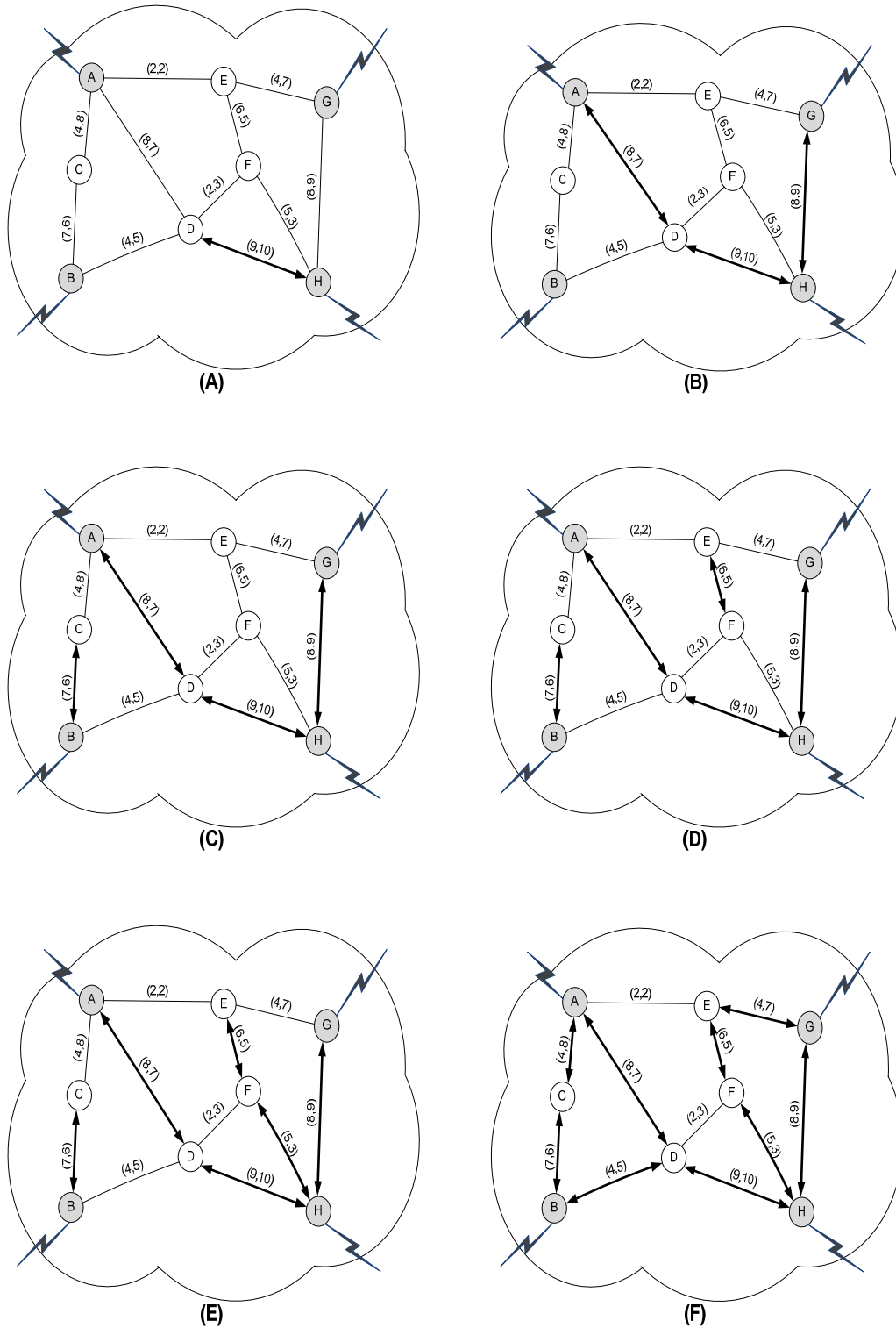
1. (A-H) με διαδρομή (A-D-H), $BW = \min\{8,9\} = 8$ και $W = 7 + 10 = 17$
2. (H-G) με διαδρομή (H-G), $BW = 8$ και $W = 9$
3. (A-G) με διαδρομή (A-D-H-G), $BW = \min\{8,9,8\} = 8$ και $W = 7 + 10 + 9 = 26$

Αυτό το αποτέλεσμα θα είναι και το τελικό για αυτά τα ζεύγη καθώς δεν θα επηρεαστεί από επόμενες προσθήκες συνδέσεων. Αξίζει να αναφέρουμε ότι εάν εκτελούσαμε εκ νέου τον αλγόριθμο Dijkstra για αυτά τα ζεύγη μετά από την εισαγωγή άλλων συνδέσεων με μικρότερο BW, τότε πιθανό να προέκυπτε νέα διαδρομή με μικρότερο delay αλλά μεγαλύτερο BW επομένως δεν θα είχαμε το επιθυμητό αποτέλεσμα. Αυτό γιατί ο αλγόριθμος Dijkstra εξακολουθεί να επιστρέφει σαν αποτέλεσμα τη διαδρομή με το μικρότερο δυνατό delay και εμείς με την τεχνική αυτή τον “αναγκάζουμε” να βρει τη διαδρομή με το μεγαλύτερο ελάχιστο bandwidth. Συνεχίζουμε την εισαγωγή συνδέσεων στα σχήματα 2.5 (C) 2.5 (D) και 2.5 (E) χωρίς όμως να έχουμε αποτέλεσμα για τα εναπομείναντα ζευγάρια border nodes. Τέλος στο σχήμα 2.5 (F) εισάγουμε τις συνδέσεις με BW ίσο με 4 και μετά την εκτέλεση του αλγορίθμου Dijkstra έχουμε αποτέλεσμα για τα υπόλοιπα ζεύγη:

1. (A-B) με διαδρομή (A-D-B), $BW = \min\{8,4\} = 4$ και $W = 7 + 5 = 12$
2. (B-G) με διαδρομή (B-D-H-G), $BW = \min\{4,9,8\} = 4$ και $W = 5 + 10 + 9 = 24$
3. (B-H) με διαδρομή (B-D-H), $BW = \min\{4,9\} = 4$ και $W = 5 + 10 = 15$

Το αποτέλεσμα είναι το ίδιο με αυτό που παρουσιάσαμε στο σχήμα 2.4 (a) για την περίπτωση της περιοριστικής παραμέτρου. Στόχος της τεχνικής που παρουσιάσαμε είναι η δημιουργία

της Full Mesh μορφής κάποιου domain, μεγιστοποιώντας το bandwidth κάθε εικονικής σύνδεσης και για κάθε ζεύγος κόμβων συνόρων. Σε αυτή τη διαδικασία δεν μας ενδιαφέρει αν οι εικονικές συνδέσεις μοιράζονται κοινούς πόρους (κόμβους, συνδέσεις) παρά μόνο η εύρεση του “καλύτερου” δυνατού μονοπατιού.



Σχήμα 2.5: Ανάλυση μετασχηματισμού FM με παράμετρο το BW.

2.3 Εύρεση ανεξάρτητων διαδρομών (*Disjoint Path Finding*)

2.3.1 Εισαγωγή

Σήμερα, σε ένα περιβάλλον άγριου ανταγωνισμού μεταξύ των φορέων παροχής υπηρεσιών (Service Providers), οι χρήστες πλέον αναμένουν πολύ υψηλή ποιότητα από τις υπηρεσίες τις οποίες πληρώνουν. Ειδικότερα, δεν ανέχονται τη διακοπή των παρεχόμενων υπηρεσιών για χρονικά διαστήματα μεγαλύτερα από κάποιες δεκάδες χιλιοστά του δευτερολέπτου. Εντούτοις, η πραγματικότητα είναι ότι τα διάφορα στοιχεία του δικτύου κάθε πάροχου αποτυγχάνουν: τα καλώδια επικοινωνίας σπάνε, οι μεταγωγείς χαλάνε και ούτω καθεξής. Ο μόνος τρόπος να εγγυηθούν οι διάφοροι Service Providers παροχή αδιάσπαστων υπηρεσιών κάτω από τέτοιες συνθήκες είναι η παροχή κάποιου είδους πλεονασμού. Μια υπηρεσία αντιστοιχείται συνήθως σε περισσότερες από μια διαδρομές, έτσι ώστε εάν η αρχική πορεία αποτύχει, να είναι εφικτή η γρήγορη επαναδρομολόγηση της κυκλοφορίας σε μια από τις δευτερεύουσες πορείες. Η δευτερεύουσα πορεία μπορεί να προστατεύσει μια ολόκληρη πορεία η οποία βρίσκεται σε κατάσταση κανονικής λειτουργίας ή να προστατεύσει το αποτυχημένο τμήμα της. Σημειώστε ότι ακόμα και σ' αυτή την περίπτωση, κάποιες διακοπές στην παροχή μιας υπηρεσίας είναι αναπόφευκτες. Εντούτοις το μέγεθος της διάσπασης της υπηρεσίας θα είναι πολύ μικρότερο από ότι σε μια μη προστατευμένη υπηρεσία όπου η πορεία θα πρέπει να επαναυπολογιστεί εξολοκλήρου και να επαναδρομολογηθεί μετά την ανίχνευση του σφάλματος. Οι πορείες πρέπει να είναι διαφορετικές μεταξύ τους, δηλαδή να χρησιμοποιούν διαφορετικούς πόρους από το δίκτυο, αλλιώς μια και μόνο αποτυχία στο δίκτυο θα μπορούσε να καταστήσει τη λειτουργία διαφόρων πορειών αδύνατη και η υπηρεσία θα μπορούσε να διακοπεί έτσι και αλλιώς. Για το λόγο αυτό ο υπολογισμός διαφόρων “διαφορετικών” πορειών μεταξύ ενός ζευγαριού κόμβων κάποιου δικτύου έχει τόσο μεγάλη πρακτική σημασία.

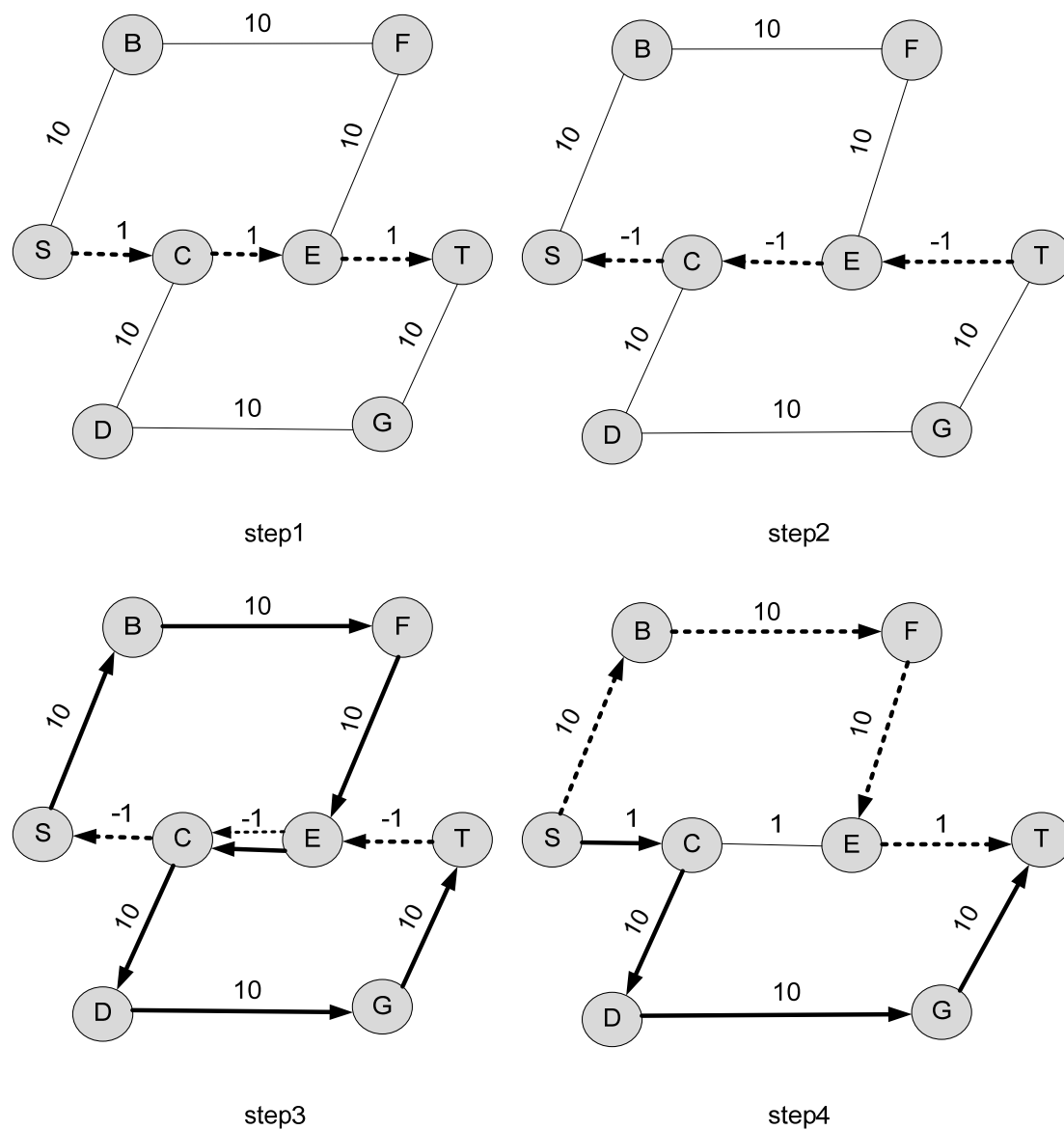
Το πρόβλημα της εύρεσης δύο διαδρομών που δε μοιράζονται κοινούς πόρους αναφέρεται ως **disjoint path finding**. Οι disjoint διαδρομές μπορεί να είναι link disjoint, εάν επιτρέπεται η κοινή χρήση των κόμβων από τις δύο διαδρομές ή node disjoint για πλήρη ανεξαρτησία των δύο πορειών. Κατά την εγκατάσταση μιας ανθεκτικής σύνδεσης από άκρο σε άκρο, σε ένα τηλεπικοινωνιακό δίκτυο, προσδιορίζονται δύο διαδρομές. Η πρώτη αναφέρεται σαν η πρωτεύουσα διαδρομή η οποία δέχεται το φορτίο και η δεύτερη σαν η εφεδρική που χρησιμοποιείται σαν εναλλακτική διαδρομή.

Στην εργασία αυτή εξετάζουμε τη βελτιστοποίηση πορειών σε σχέση με μια περιοριστική παράμετρο, το bandwidth της κάθε γραμμής. Παρ όλα αυτά αρχικά θα αναφέρουμε έναν αλγόριθμο για εύρεση ανεξάρτητων διαδρομών που κάνει χρήση μιας προσθετικής

παραμέτρου, ώστε να γίνει αργότερα πιο εύκολα κατανοητή μια παραλλαγή του, που θα κάνει χρήση του bandwidth σαν παράμετρο.

2.3.2 Disjoint Path Finding-delay

Θα αναφερόμαστε στην προσθετική παράμετρο ως το βάρος $W(I, J)$ για τη σύνδεση (I, J) με το $W(S, T)$ ή $W(P)$ να αναφέρονται στο συνολικό βάρος από τον κόμβο S στον κόμβο T (S, T) ή στο συνολικό βάρος της πορείας P . Διατυπώνουμε το πρόβλημα ως την ανακάλυψη δύο link disjoint διαδρομών P_1, P_2 από τον κόμβο-πηγής S στον κόμβο-προορισμού T ελαχιστοποιώντας το disjoint βάρος $DW(S, T) = W(P_1) + W(P_2)$, το άθροισμα των βαρών των δύο πορειών. Ένας τυποποιημένος αλγόριθμος για εύρεση disjoint πορειών οφείλεται στον Suurballe και Tarjan (S& T).



Σχήμα 2.5: Αλγόριθμος Suurballe και Tarjan.

Επεξηγούμε τον αλγόριθμο χρησιμοποιώντας το παράδειγμα στο σχήμα 2.5 πιο πάνω. Υποθέστε ότι έχει γίνει μια αίτηση για εύρεση δύο disjoint διαδρομών από τον κόμβο S στον κόμβο T. Ο αλγόριθμος εκτελείται σε πέντε βήματα:

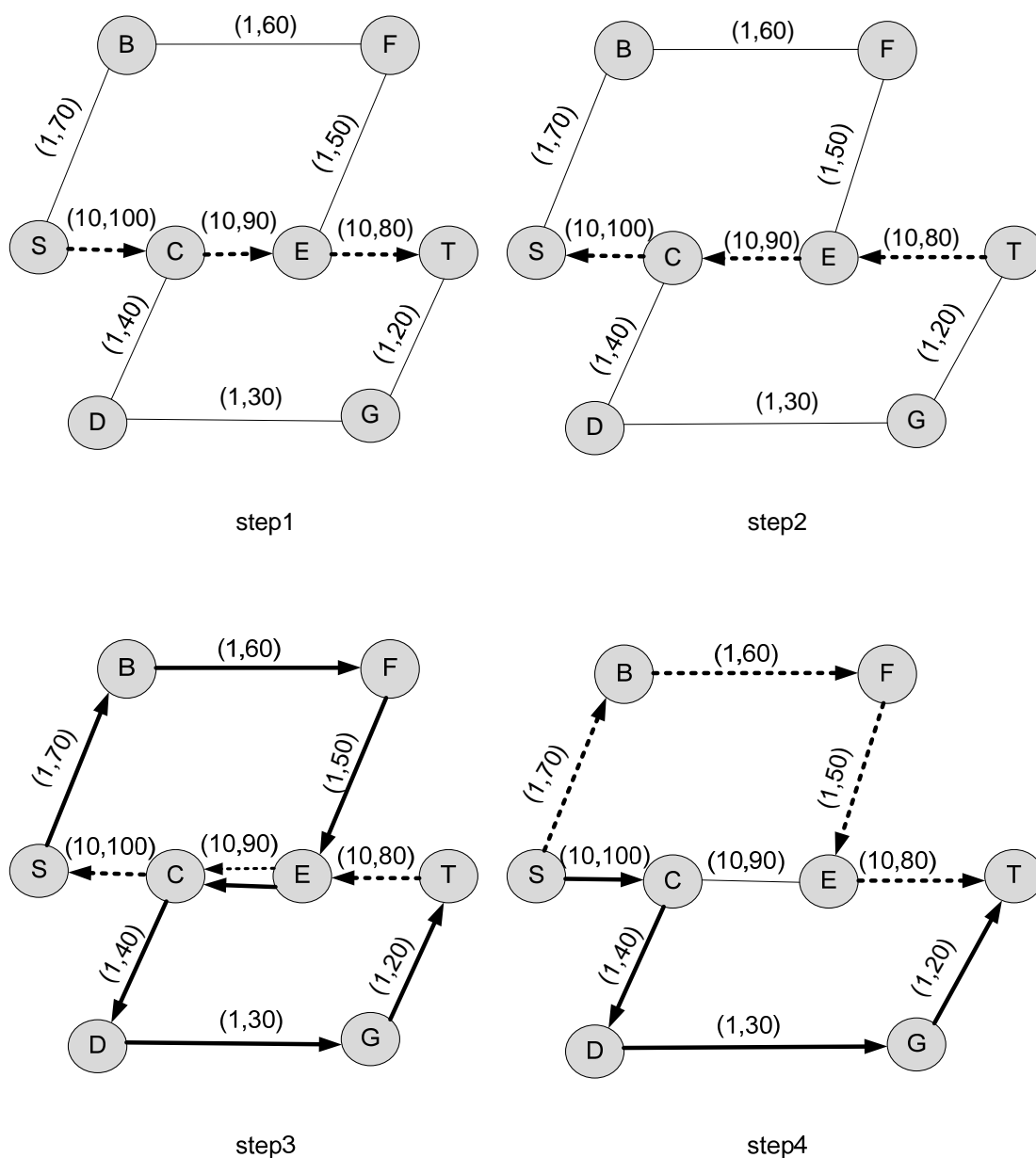
1. Προσδιορίστε την κοντύτερη πορεία από τον S στον T, χρησιμοποιώντας έναν link-state αλγόριθμο όπως ο Dijkstra, $P1 = \{S, C, E, T\}$.
2. Τροποποιήστε το γράφο του δικτύου αντιστρέφοντας τις συνδέσεις της διαδρομής P1 και θέτοντας το βάρος των αντεστραμμένων συνδέσεων στην αρνητική τιμή των αρχικών συνδέσεων. Στο παράδειγμα του σχήματος 2.5 αντιστρέφουμε τις συνδέσεις (S,C), (C,E), (E,T) και θέτουμε τα βάρη τους σε $W(C,S) = -W(S,C)$, $W(E,C) = -W(C,E)$ και $W(T,E) = -W(E,T)$.
3. Στον τροποποιημένο γράφο προσδιορίστε το συντομότερο μονοπάτι $P2 = \{S, B, F, E, C, D, G, T\}$ από τον S στον T χρησιμοποιώντας έναν αλγόριθμο που μπορεί να χειρίζεται αρνητικά βάρη (π.χ Bellman Ford's).
4. Εκτελέστε μια επεξεργασία στα δύο προϋπολογισμένα μονοπάτια ως εξής:
 - 4.1. Αφαιρέστε από τις διαδρομές P1, P2 τις κοινές συνδέσεις που χρησιμοποιούνται στις αντίθετες κατευθύνσεις. Στο σχήμα 2.5 απομακρύνουμε τη σύνδεση (C,E) από την P1 και την (E,C) από την P2 έχοντας ως αποτέλεσμα μια τροποποιημένη $P1 = \{S, C\}$ $\{E, T\}$ και $P2 = \{S, B, F, E\}$ $\{C, D, G, T\}$.
 - 4.2. Ανταλλάξτε τα υπόλοιπα τμήματα των πορειών μετά από την αφαιρούμενη σύνδεση. Έτσι προκύπτουν οι διαδρομές $P1 = \{S, C, D, G, T\}$ με $W(P1) = 31$ και $P2 = \{S, B, F, E, T\}$ με $BW(P2) = 31$ και $DW(S, T) = 62$.
5. Αποκαταστήστε το γράφο και επιστρέψτε τα αποτελέσματα.

Αξίζει να αναφέρουμε ότι η τεχνική που χρησιμοποιούμε στο δεύτερο βήμα του αλγορίθμου είναι βασική για δύο κυρίως λόγους:

1. Εγγυάται την ανεξαρτησία (ως προς τις συνδέσεις) της δευτερεύουσας πορείας από την πρώτη, αφαιρώντας από το γράφο τις συνδέσεις της συντομότερης πορείας προς τον προορισμό και επομένως δεν μπορούν να επιλεγτούν για τη δευτερεύουσα πορεία.
2. Ενθαρρύνει τη χρήση των συνδέσεων της πρώτης πορείας κατά την αντίθετη κατεύθυνση (επειδή ορίζει το βάρος των αντίθετων συνδέσεων στην αρνητική τιμή των αρχικών), υποστηρίζοντας ότι έτσι εγγυάται την επιλογή του βέλτιστου ζευγαριού πορειών αφού τις αναγκάζει να είναι όσο το δυνατόν πιο κοντά η μια στην άλλη.

2.3.3 Disjoint Path Finding-bandwidth

Πιο κάτω θα εξετάσουμε την εύρεση δύο link disjoint διαδρομών λαμβάνοντας ως παράμετρο, το bandwidth της κάθε γραμμής. Θα αναφερόμαστε στην περιοριστική παράμετρο ως την τιμή $BW(I, J)$ για τη σύνδεση (I, J) με το $BW(S, T)$ ή $BW(P)$ να αναφέρονται στο bandwidth της σύνδεσης του συγκεκριμένου μονοπατιού με την μικρότερη τιμή από τον κόμβο S στον κόμβο T (S, T) ή της πορείας P . Διατυπώνουμε το πρόβλημα ως την ανακάλυψη δύο link disjoint διαδρομών P_1, P_2 από τον κόμβο-πηγής S στον κόμβο-προορισμού T μεγιστοποιώντας το disjoint bandwidth $DBW(S,T) = \min(BW(P_1), BW(P_2))$, το μικρότερο bandwidth των δύο πορειών.



Σχήμα 2.6: Τροποποιημένος αλγόριθμος Suurballe και Tarjan.

Επεξηγούμε τον αλγόριθμο χρησιμοποιώντας το παράδειγμα στο σχήμα 2.6 πιο πάνω καθώς και μια παραλλαγή του αλγορίθμου Suurballe και Tarjan σε συνδυασμό με κάποιο ψευδοκώδικα. Υποθέστε πάλι ότι έχει γίνει μια αίτηση για εύρεση δύο disjoint διαδρομών από τον κόμβο S στον κόμβο T αυτή τη φορά με κριτήριο την διαθέσιμη χωρητικότητα. Κάθε σύνδεση συνδέεται με δύο παραμέτρους ($p1, p2$) όπου $p1$ το delay της γραμμής και $p2$ το bandwidth της γραμμής. Αξίζει να αναφέρουμε ότι οι αλγόριθμοι Dijkstra και Bellman Ford εξακολουθούν να επιστρέφουν τις πιο σύντομες διαδρομές με βάση το delay της κάθε γραμμής. Γι' αυτό το λόγο όποτε αναφερόμαστε στο βάρος μιας γραμμής θα εννοούμε το delay της γραμμής. Η τροποποίηση στην δική μας περίπτωση θα γίνει κατανοητή με την παρουσίαση ενός ψευδοκώδικα πιο κάτω. Ο τροποποιημένος αλγόριθμος (S&T) εκτελείται σε πέντε βήματα:

1. Προσδιορίστε την “καλύτερη” πορεία με βάση το BW από τον S στον T, χρησιμοποιώντας έναν link-state αλγόριθμο όπως ο Dijkstra, $P1 = \{S, C, E, T\}$. (επιλογή συνδέσεων με το μεγαλύτερο BW).
2. Τροποποιήστε το γράφο του δικτύου αντιστρέφοντας τις συνδέσεις της διαδρομής P1 και θέτοντας το βάρος των αντεστραμμένων συνδέσεων και το BW στην τιμή των αρχικών συνδέσεων. Στο παράδειγμα του σχήματος 2.6 αντιστρέφουμε τις συνδέσεις (S,C), (C,E), (E,T) και θέτουμε τα βάρη τους σε $W(C,S) = W(S,C)$, $W(E,C) = W(C,E)$ και $W(T,E) = W(E,T)$ όπως επίσης και τις τιμές για το BW της κάθε γραμμής $BW(C,S) = BW(S,C)$, $BW(E,C) = BW(C,E)$ και $BW(T,E) = BW(E,T)$.
3. Στον τροποποιημένο γράφο προσδιορίστε το καλύτερο εφεδρικό μονοπάτι $P2 = \{S, B, F, E, C, D, G, T\}$ με βάση το BW από τον S στον T χρησιμοποιώντας τον αλγόριθμο Bellman Ford.
4. Εκτελέστε μια επεξεργασία στα δύο προϋπολογισμένα μονοπάτια ως εξής:
 - 4.1. Αφαιρέστε από τις διαδρομές P1, P2 τις κοινές συνδέσεις που χρησιμοποιούνται στις αντίθετες κατευθύνσεις. Στο σχήμα 2.6 απομακρύνουμε τη σύνδεση (C,E) από την P1 και την (E,C) από την P2 έχοντας ως αποτέλεσμα μια τροποποιημένη $P1 = \{S, C\} \cup \{E, T\}$ και $P2 = \{S, B, F, E\} \cup \{C, D, G, T\}$.
 - 4.2. Ανταλλάξτε τα υπόλοιπα τμήματα των πορειών μετά από την αφαιρούμενη σύνδεση. Έτσι προκύπτουν οι διαδρομές $P1 = \{S, C, D, G, T\}$ με $W(P1) = 13$, $BW(P1) = 20$ και $P2 = \{S, B, F, E, T\}$ με $W(P2) = 13$, $BW(P2) = 50$ και $DW(S, T) = 26$, $DBW(S, T) = 20$.
5. Αποκαταστήστε το γράφο και επιστρέψτε τα αποτελέσματα.

Για να πετύχουμε τον στόχο μας ο οποίος είναι η εύρεση δύο disjoint διαδρομών οι οποίες να έχουν το μέγιστο δυνατό disjoint bandwidth, συνδύασαμε την τεχνική εύρεσης της διαδρομής με το μέγιστο bandwidth την οποία παρουσιάσαμε στην παράγραφο 2.2.3 μαζί με μια τροποποιημένη έκδοση του αλγορίθμου *Suurballe και Tarjan*. Αυτός ο συνδυασμός παρουσιάζεται με τη βοήθεια του ψευδοκώδικα που ακολουθεί ο οποίος κάνει χρήση των πέντε βημάτων του τροποποιημένου αλγορίθμου (S&T). Και πάλι αρχικά προσθέτουμε σε μια λίστα όλες τις συνδέσεις του δικτύου. Αφαιρούμε μετά όλες τις συνδέσεις από το δίκτυο ώστε να παραμείνουν μόνο όλοι οι κόμβοι. Ο υπόλοιπος κώδικας εκτελείται μέσα σε ένα βρόχο μέχρι να αδειάσει η λίστα με τις συνδέσεις ή μέχρι να βρεθεί ένα ζεύγος διαδρομών οι οποίες να είναι μεταξύ τους disjoint. Κάθε φορά ψάχνοντας τη λίστα βρίσκουμε τη σύνδεση με το μεγαλύτερο bandwidth την οποία προσθέτουμε στο αρχικό δίκτυο από το οποίο είχαμε αρχικά αφαιρέσει όλες τις συνδέσεις και την αφαιρούμε από τη λίστα. Ακολούθως εκτελούμε το πρώτο βήμα του τροποποιημένου αλγορίθμου (S&T) μέχρι να πάρουμε αποτέλεσμα διάφορο του null. Όσο μας επιστρέφει null συνεχίζουμε να προσθέτουμε συνδέσεις με τη σειρά μεγέθους του BW. Μόλις ο αλγόριθμος Dijkstra μας επιστρέψει την πορεία P1 εκτελούμε το δεύτερο βήμα του τροποποιημένου (S&T) και ακολούθως το τρίτο μέχρι να μας επιστρέψει αποτέλεσμα διάφορο του null δηλαδή μέχρι να βρει την διαδρομή P2. Ακολούθως εκτελούμε το τέταρτο βήμα του τροποποιημένου (S&T). Αν το αποτέλεσμα είναι δύο disjoint διαδρομές τότε ο αλγόριθμος ολοκληρώνεται επιστρέφοντας τις δύο διαδρομές. Αν όχι τότε συνεχίζουμε με την προσθήκη συνδέσεων και την εκ νέου εκτέλεση των βημάτων 2,3 και 4 του τροποποιημένου (S&T). Να τονίσουμε ότι από τη στιγμή που κατά την εκτέλεση του πρώτου βήματος έχουμε αποτέλεσμα διάφορο του null δεν υπολογίζουμε ξανά την P1. Η μοναδική περίπτωση κατά την οποία αλλάζει εν μέρη η διαδρομή P1 είναι κατά την εκτέλεση του βήματος 4.2

Algorithm 2: Disjoint Bandwidth Calculation

```

procedure find_Disjoint_Paths_Between_Nodes_In_The_Same_Domain( Graph, S, T ) {
  List = add_All_Edges_From_The_Graph_In_The_List;
  remove_All_Edges_From_The_Graph;
  while ( List.Is_Not_Empty() ){

    maxBW = find_Edge_With_Max_BW( List );
    add_Edge_On_Graph( maxBW );
    remove_Edge_From_List( maxBW );

    If ( p1 == null ) {
      p1 = run_First_Step_Of_The_Modifying_S&T;
    }
    If ( p1 != null) {
      run_Second_Step_Of_The_Modifying_S&T;
      p2 = run_Third_Step_Of_The_Modifying_S&T;
      if ( p2 == null ) continue;
    }
    else continue;
  }
}

```



```

run_Forth_Step_Of_The_Modifying_S&T;
if ( p1&p2.is_Disjoint ) break;
}
restore graph;
return p1&p2;
}

```

Αξίζει να αναφέρουμε το λόγο για τον οποίο τροποποιήσαμε τον αλγόριθμο (S&T) για την εύρεση disjoint διαδρομών. Η τροποποίηση έχει να κάνει με τον ορισμό του βάρους των αντεστραμμένων συνδέσεων ώστε να είναι ίσο με το βάρος των αρχικών και όχι ίσο με την αρνητική τιμή των αρχικών. Στην περίπτωση που ψάχνουμε disjoint διαδρομές με βάση το BW η εκτέλεση του αρχικού αλγορίθμου θα προκαλούσε αρνητικούς κύκλους και ως εκ τούτου ο αλγόριθμος θα “έτρεχε” στο άπειρο. Το γεγονός το οποίο αποτρέπει αυτό το αποτέλεσμα στην περίπτωση της προσθετικής παραμέτρου είναι ότι η αρχική διαδρομή P1 είναι η συντομότερη με την μικρότερη καθυστέρηση. Η παρουσία αρνητικού κύκλου θα σήμαινε ότι η αρχική πορεία δεν είναι στην πραγματικότητα η συντομότερη πράγμα αδύνατον καθώς ο αλγόριθμος Dijkstra επιστρέφει το πιο κοντινό μονοπάτι. Αυτό δεν συμβαίνει στην περίπτωση της περιοριστικής παραμέτρου όπου η αρχική πορεία δεν έχει απαραίτητως και το μικρότερο δυνατό delay καθώς η παράμετρος που ενδιαφέρει σε αυτή την περίπτωση είναι το BW. Θέτοντας απλά το βάρος των αντεστραμμένων συνδέσεων στην τιμή των αρχικών, λύσαμε αυτό το πρόβλημα χωρίς να επηρεάσουμε την ορθότητα του αλγορίθμου καθώς στην περίπτωση μας δεν μας ενδιαφέρει η καθυστέρηση.

2.4 Το πρόβλημα της εύρεσης ανεξάρτητων διαδρομών σε

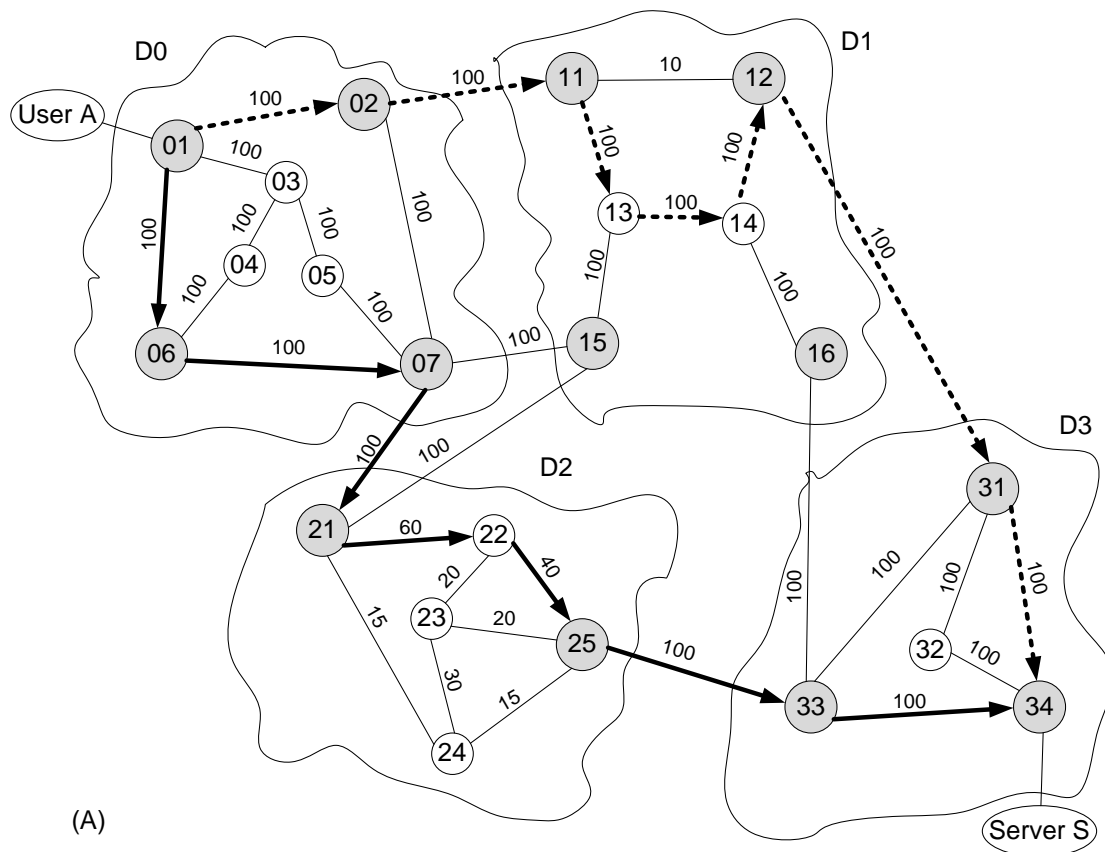
δίκτυα πολλών διαχειριστικών περιοχών (Problem of Multi-

Domain Disjoint Path Finding)

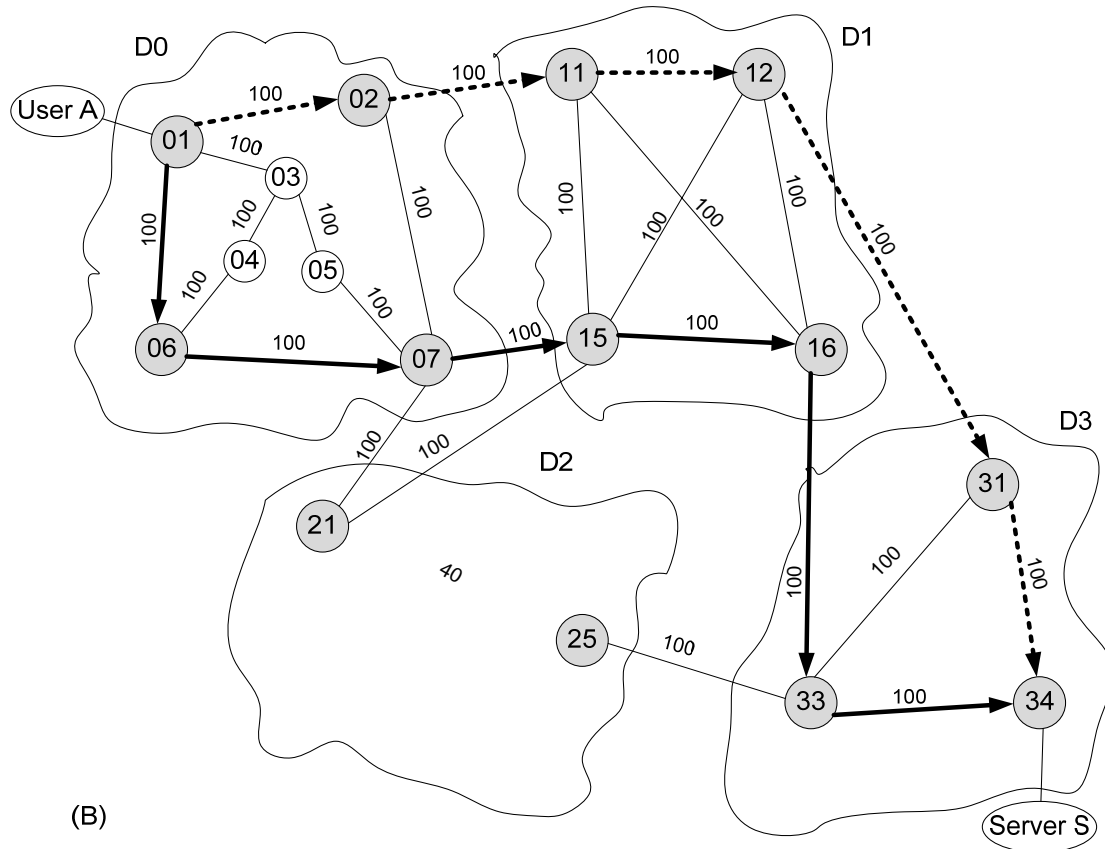
Οι υπηρεσίες για multiple domain path-finding βασίζονται σε μια aggregated μορφή του πραγματικού δικτύου. Αυτή η μορφή περιέχει τους κόμβους συνόρων και τις συνδέσεις μεταξύ των διαφόρων περιοχών, αλλά κρύβει την εσωτερική τοπολογία κάθε περιοχής, παρουσιάζοντας την σε μορφή FM (Full Mesh). Η μοναδική περιοχή της οποίας είναι γνωστή η πλήρης τοπολογία είναι η περιοχή μέσα στην οποία βρίσκεται ο κόμβος πηγής. Αυτή η περιοχή θα παρουσιάζεται σε πλήρη τοπολογία.

Ένα συναθροισμένο δίκτυο διαφημίζει τις παραμέτρους για τις καλύτερες διαδρομές με βάση το BW ανάμεσα στα ζεύγη των κόμβων συνόρων. Εντούτοις δε δείχνει εάν και πότε αυτές οι

εικονικές συνδέσεις είναι ανεξάρτητες (disjoint) μεταξύ τους ή όχι. Αυτό το γεγονός αναφέρθηκε και κατά τον υπολογισμό του Full Mesh δικτύου, στόχος του οποίου ήταν η εύρεση των καλύτερων διαδρομών από άποψη bandwidth χωρίς να ενδιαφέρει καθόλου εάν οι εικονικές συνδέσεις είναι disjoint μεταξύ τους ή όχι. Δηλαδή αν η πραγματική διαδρομή, βάση της οποίας δημιουργήθηκε η εικονική σύνδεση μοιράζεται κοινές γραμμές με μια άλλη διαδρομή. Αυτό μπορεί να οδηγήσει σε λανθασμένα συμπεράσματα, ειδικά εάν και η κύρια αλλά και η εφεδρική διαδρομή απαιτείται να περάσουν μέσω της ίδιας περιοχής. Αυτή η περίπτωση παρουσιάζεται στα σχήματα 2.7 & 2.8.



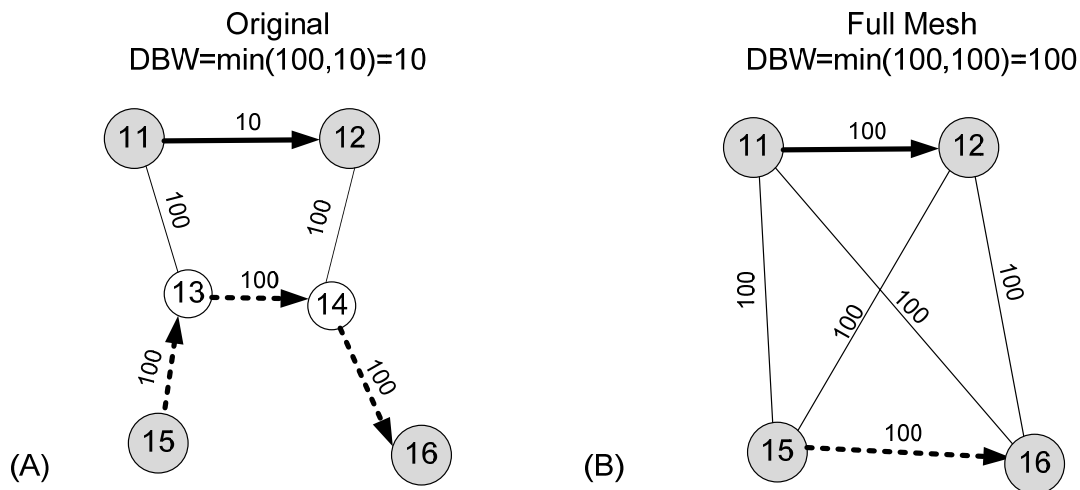
Σχήμα 2.7: (A) Disjoint Path με πλήρη γνώση τοπολογίας.



Σχήμα 2.8: (B) Disjoint Path στο Aggregated δίκτυο.

Υποθέστε ότι έχει γίνει μια αίτηση για μια προστατευμένη σύνδεση από τον user A στον server S. Στην περίπτωση που είναι διαθέσιμη η πλήρης τοπολογία του δικτύου, οι καλύτερες disjoint διαδρομές με το μέγιστο DBW θα είναι αυτές που φαίνονται στο σχήμα 2.7 με τις έντονες και τις διακεκομμένες γραμμές, με $DBW = \min(100, 40) = 40$. Αυτό το αποτέλεσμα προήλθε από την εκτέλεση του αλγορίθμου της παραγράφου 2.3.3 η λογική του οποίου ισχύει και στην περίπτωση της εύρεσης disjoint διαδρομών σε δίκτυα πολλών διαχειριστικών περιοχών. Το ζεύγος διαδρομών το οποίο προκύπτει από την εκτέλεση του αλγορίθμου στο πλήρες δίκτυο είναι το ζεύγος με το μέγιστο disjoint BW. Αν με οποιαδήποτε τεχνική βρούμε ζεύγος με μεγαλύτερο DBW αυτό θα σημαίνει απλά ότι το ζεύγος αυτό δεν είναι δυνατόν να είναι υλοποιήσιμο στην πραγματικότητα.

Έχοντας διαθέσιμο το δίκτυο στην aggregated μορφή του, όπως φαίνεται στο σχήμα 2.8 οι δύο disjoint διαδρομές που επιλέγονται είναι διαφορετικές με εκτιμώμενο $DBW=100$. Αυτή η επιλογή δε μπορεί να είναι εφικτή όπως αναφέραμε πιο πάνω καθώς στο πλήρες δίκτυο, στο οποίο έχουμε την ικανότητα υπολογισμού του καλύτερου πραγματοποιήσιμου ζεύγους disjoint διαδρομών υπολογίσαμε ότι το max DBW είναι ίσο με 40.



Σχήμα 2.9: Disjoint Path finding στο πλήρες και στο Aggregated δίκτυο – Περιοχή D1.

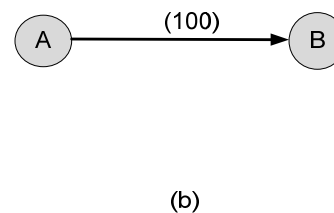
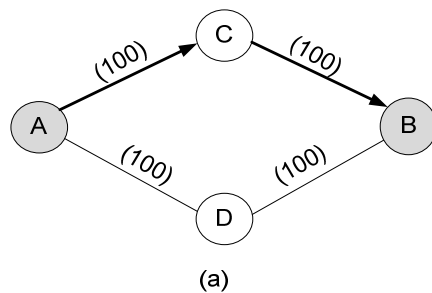
Αυτή η περίπτωση μπορεί να γίνει περισσότερο κατανοητή εάν εστιάσουμε στην περιοχή D1 στο σχήμα 2.7 & 2.8. Στο σχήμα 2.9 απομονώνουμε αυτή την περιοχή. Το σχήμα 2.9 (A) είναι η πραγματική τοπολογία ενώ το σχήμα 2.9 (B) απεικονίζει την FM μορφή του δικτύου. Αν θέλαμε να υπολογίσουμε τις δύο καλύτερες disjoint διαδρομές, οι οποίες να περνούν από το domain 1, βασιζόμενοι στο σχήμα 2.9 (B) θα υποθέταμε ότι υπάρχουν δύο disjoint διαδρομές μέσω των εικονικών συνδέσεων (11,12) και (15,16) με συνολικό $DBW=100$. Εντούτοις έχοντας διαθέσιμη την πλήρη τοπολογία του δικτύου, όπως φαίνεται και στο σχήμα 2.9 (A) θα βρίσκαμε ότι οι δύο disjoint διαδρομές πρέπει να είναι η (11,12) και η (15,13,14,16) με $DBW = \min(10, 100) = 10$.

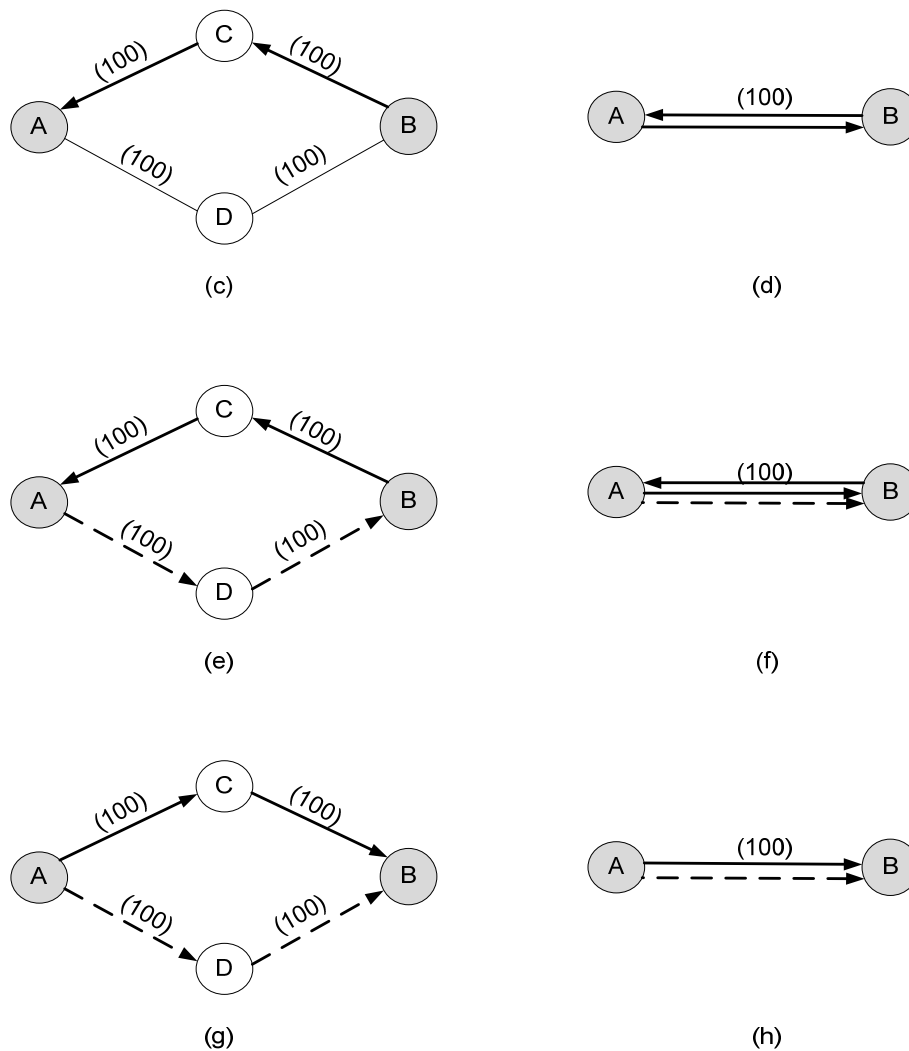
Τέτοιες αστοχίες παρακίνησαν την εργασία μας, ώστε να εισαγάγουμε μια πρόσθετη παράμετρο στα χαρακτηριστικά των εικονικών συνδέσεων του Aggregated δικτύου μας. Αυτή η παράμετρος δείχνει την επικάλυψη των εικονικών συνδέσεων του Aggregated δικτύου διευκολύνοντας την ακρίβεια στην εύρεση disjoint διαδρομών.

Σε αυτό το σημείο ανοίγουμε μια παρένθεση ώστε να περιγράψουμε μια διαφοροποίηση στην εκτέλεση του αλγορίθμου εύρεσης disjoint διαδρομών σε multi-domain δίκτυα στην περίπτωση του συναθροισμένου δικτύου. Είχαμε αναφέρει ότι στο δεύτερο βήμα του τροποποιημένου αλγορίθμου (S&T) αντιστρέφουμε τις συνδέσεις της διαδρομής P1 και θέτουμε το βάρος των αντεστραμμένων συνδέσεων και το BW τους στην τιμή των αρχικών συνδέσεων. Αυτό το βήμα είναι απολύτως σωστό στην περίπτωση που έχουμε στη διάθεσή μας την πλήρη τοπολογία του δικτύου. Αυτό όμως δεν ισχύει απόλυτα και στην περίπτωση του aggregated δικτύου. Όταν έχουμε να κάνουμε με εικονικές συνδέσεις και όχι με πραγματικές, η αντιστροφή τους και η αφαίρεση των αρχικών μπορεί να προκαλέσει αποτυχία στην εύρεση disjoint διαδρομών βασιζόμενοι στο συναθροισμένο δίκτυο, ενώ στην

πραγματικότητα να υπάρχουν πραγματοποιήσιμες disjoint διαδρομές αν μελετήσουμε το πραγματικό δίκτυο. Αυτό θα γίνει κατανοητό με τη βοήθεια ενός σχήματος σε μια κάπως ακραία περίπτωση στην οποία το domain αποτελείται μόνο από δύο border nodes. Αυτή η περίπτωση παρουσιάζεται στο σχήμα 2.10 πιο κάτω.

Έστω ότι το domain που παρουσιάζεται είναι το domain που περιέχει και τον κόμβο προορισμού. Αυτό σημαίνει πως και η αρχική αλλά και η εφεδρική διαδρομή θα πρέπει υποχρεωτικά να περάσουν από αυτό το domain. Στην περίπτωση που έχουμε στη διάθεση μας την πλήρη τοπολογία του σχήματος 2.10 (a) τότε τα τελικά κομμάτια των δύο disjoint διαδρομών είναι το μονοπάτι (A-C-B) με $BW=100$ και το μονοπάτι (A-D-B) με $BW=100$ και συνολικό $DBW=100$ όπως φαίνεται στο σχήμα 2.10 (h). Στην περίπτωση που έχουμε στη διάθεση μας την Full Mesh μορφή του δικτύου τότε αν κατά τον υπολογισμό της αρχικής διαδρομής P1 (A-B) με $BW=100$ αντιστρέψουμε την εικονική σύνδεση A-B αφαιρώντας την αρχική από το δίκτυο, δεν θα είναι δυνατός ο υπολογισμός μιας δεύτερης πορείας προς τον κόμβο προορισμού. Αυτό θα σήμαινε την αποτυχία του αλγορίθμου εύρεσης disjoint διαδρομών με χρήση του Full Mesh δικτύου, γεγονός απαράδεκτο (όπως θα δούμε σε επόμενο κεφάλαιο) για αυτή τη μορφή του δικτύου. Για το λόγο αυτό, στις περιπτώσεις που θα έχουμε να κάνουμε με εικονικές συνδέσεις δεν θα τις αντιστρέψουμε απλά κατά το δεύτερο βήμα του αλγορίθμου. Αντί αυτού θα προσθέτουμε επιπλέον την αντεστραμμένη σύνδεση της αρχικής χωρίς να έχουμε αφαιρέσει την αρχική. Έτσι η δευτερεύουσα διαδρομή θα μπορεί να περάσει και πάλι από την εικονική σύνδεση A-B. Στην περίπτωση των εικονικών συνδέσεων, ακόμα και στην περίπτωση που μια σύνδεση χρησιμοποιείται δύο φορές, οι διαδρομές που περιέχουν τις δύο εικονικές συνδέσεις εξακολουθούν να θεωρούνται disjoint. Με αυτή την τροποποίηση και οι δύο διαδρομές θα χρησιμοποιήσουν την εικονική σύνδεση A-B και το τελικό αποτέλεσμα θα είναι $P1=(A-B)$ με $BW=100$, $P2=(A-B)$ με $BW=100$ και $DBW=100$ το οποίο είναι ίσο με αυτό που προέκυψε από την εκτέλεση του αλγορίθμου στο πλήρες δίκτυο. Στα σχήματα που ακολουθούν παρουσιάζεται η εκτέλεση της διαδικασίας για τα δύο δίκτυα (Full Topology & Full Mesh).





Σχήμα 2.10: Ειδική περίπτωση για disjoint path finding σε FM δίκτυο

2.5 Πρόσφατη σχετική εργασία

Το μεγαλύτερο μέρος της γνωστής εργασίας που σχετίζεται με την ανθεκτικότητα των συνδέσεων, υποθέτει τη γνώση της πλήρους τοπολογίας, εξετάζοντας κυρίως σενάρια με μια διαχειριστική περιοχή. Η προστασία δικτύων πολλών διαχειριστικών περιοχών και η εύρεση διαδρομών αναπτύσσονται ταχύτατα λόγω και της δυνατότητας των domains να μοιράζονται περισσότερες πληροφορίες και όχι μόνο πληροφορίες προσβασιμότητας. Παρακάτω θα συνοψίσουμε την πρόσφατη σχετική εργασία η οποία έχει δημοσιευθεί.

Στην αναφορά [10] προτείνεται μια ευριστική αναζήτηση με περιορισμένο βάθος βασισμένο στο κόστος και τις απαιτήσεις των χρηστών. Αυτή η προσέγγιση επιστρέφει ένα σύνολο

διαφορετικών διαδρομών οι οποίες αποφεύγουν τη χρήση της ίδιας περιοχής. Με αυτό τον τρόπο παρέχει διάφορες επιλογές για τις συνδέσεις από άκρο σε άκρο και θα μπορούσε να χρησιμοποιηθεί για την προστασία των διαδρομών.

Στην αναφορά [11] παρουσιάζουμε 3 τεχνικές. Η πρώτη περιγράφει μια προσέγγιση του τύπου “Thing-before-Make” με την οποία η διαδρομή υπολογίζεται πριν την εγκατάσταση της σύνδεσης. Αποδεικνύεται ότι για τον υπολογισμό ενός ζεύγους disjoint μονοπατιών, κάθε περιοχή πρέπει να αναγγείλει $\binom{b}{2} = \frac{b \cdot (b-1)}{2}$ διαφορετικές διαδρομές για κάθε προορισμό,

όπου b είναι ο αριθμός των εισερχόμενων κόμβων συνόρων του. Οι άλλες δύο τεχνικές δεν υποθέτουν οποιοδήποτε πρότυπο ανταλλαγής τοπολογίας. Αντίθετα είναι βασισμένες στις επεκτάσεις του πρωτοκόλλου σηματοδότησης διά-περιοχών. Η ιδέα είναι να εγκατασταθεί η πρώτη διαδρομή χρησιμοποιώντας το standard RSVP-TE πρωτόκολλο σηματοδότησης και ακολούθως να γίνει μια αίτηση για τη δεύτερη διαδρομή χρησιμοποιώντας μια ενισχυμένη έκδοση του RSVP, η οποία περιλαμβάνει την πρώτη διαδρομή μαζί με το αίτημα για αποφυγή της πρώτης διαδρομής ξανά. Αυτή η προσέγγιση είναι στην ουσία αποκεντρωμένη, μειώνοντας τη σηματοδότηση κατά μήκος των περιοχών, αλλά μπορεί να απαιτήσει περιττές αιτήσεις RSVP ώστε να προσδιοριστούν οι πορείες. Στη χειρότερη περίπτωση μπορεί να απαιτεί broadcasting σε όλους τους πιθανούς προορισμούς.

Στην αναφορά [12] προτείνεται μια μέθοδος προστασίας βασισμένη στο p-cycle, ανεξάρτητη από απαιτήσεις κυκλοφορίας. Αποσυνθέτει το πρόβλημα της προστασίας διά-περιοχών σε δύο υπό-προβλήματα: Η υψηλότερου επιπέδου προστασία διά-περιοχών και η προστασία χαμηλότερου επιπέδου εσωτερικά κάθε περιοχής. Χτίζοντας την τεχνική p-cycle στο υψηλότερο επίπεδο οδηγεί στη συνάθροιση των περιοχών σε απλούς κόμβους. Στο χαμηλότερο επίπεδο, κάθε περιοχή είναι υπεύθυνη για την προστασία των συνδέσεων που περνούν μέσω αυτής. Στην ουσία, οι προσεγγίσεις p-cycle προστατεύουν τους πόρους των διαδρομών υποθέτοντας στατικές τοπολογίες.

Στην αναφορά [13] περιγράφονται οι περιορισμοί των τρεχουσών πρωτοκόλλων δρομολόγησης διά-περιοχών (π.χ. BGP) και προτείνεται μια προσέγγιση βασισμένη στα “στοιχεία υπολογισμού πορειών” (PCE) ώστε να επιτευχθεί ακρίβεια στην εύρεση disjoint διαδρομών. Οι ίδιοι συντάκτες στην αναφορά [14] περιγράφουν έναν αλγόριθμο που κάνει χρήση του Full Mesh δικτύου μαζί με μια προσθετική παράμετρο η οποία επιτρέπει την ανακάλυψη των disjoint διαδρομών. Ενώ αποδεικνύουν ότι βρίσκουν τις βέλτιστες και συντομότερες disjoint διαδρομές σε ένα δίκτυο πολλών διαχειριστικών περιοχών με n κόμβους σε κάθε domain μέσα σε $O(n^4)$ βήματα, η πολυπλοκότητα χώρου της μεθόδου τους

είναι $O(b^4)$ με το b να είναι ο αριθμός των κόμβων συνόρων κάθε περιοχής, καθώς απαιτεί $O(b \cdot (b-1) \cdot b \cdot (b-1)) = O(b^4)$ διαφημίσεις διά-περιοχών (inter-domain).

Στις αναφορές [15] και [16] προτείνεται μια τεχνική για την κοινή προστασία των διαδρομών σε ένα multi-domain δίκτυο. Ο στόχος αυτής της τεχνικής είναι να ελαχιστοποιήσει το συνολικό bandwidth που χρησιμοποιείται για προστασία. Δεν εκτελείται συνάθροιση τοπολογίας. Είναι βασισμένη στις συναθροισμένες πληροφορίες του χρησιμοποιούμενου και του διαθέσιμου bandwidth για όλες τις συνδέσεις (intra- και inter-domain) αντί της χρησιμοποίησης πληροφοριών ανά μονοπάτι.

Στην αναφορά [17] ερευνάται ένα σχήμα κοινής προστασίας, κάνοντας χρήση και πάλι της τεχνικής συνάθροισης τοπολογίας Full Mesh (FM), στοχεύοντας στην ελαχιστοποίηση του συνολικού χρησιμοποιούμενου εύρους ζώνης. Οι συντάκτες προτείνουν ένα δεύτερο βήμα για την εύρεση εφεδρικών διαδρομών ώστε να μειώσουν την πιθανότητα λανθασμένης επιλογής διαδρομών. Εάν το δεύτερο αυτό βήμα αποτύχει, τότε ο αλγόριθμος σταματά με ένα μήνυμα λάθους. Οι ίδιοι συντάκτες παρέχουν μια έρευνα στις τεχνικές συνάθροισης τοπολογίας στην αναφορά [18], στην οποία αναφέρονται σε ένα σχήμα συνάθροισης με πιθανά μονοπάτια εντός περιοχής, το λεγόμενο PiP (Potential Intra-Paths), το οποίο συνοψίζει τα διάφορα domains με εικονικές συνδέσεις, δείχνοντας τις intra-domain διαδρομές με τη μέγιστη πιθανότητα να είναι disjoint.

3

Δείκτης Επικάλυψης-Overlap Factor (OF)

3.1 Εισαγωγή

Η προσέγγιση μας είναι βασισμένη στην εισαγωγή της έννοιας του δείκτη επικάλυψης (OF) με σκοπό την ενίσχυση των μοντέλων συνάθροισης τοπολογίας Full Mesh (FM) και των αλγορίθμων εύρεσης disjoint διαδρομών σε Multi-Domain δίκτυα. Σε κάθε περιοχή και για κάθε ζεύγος κόμβων συνόρων (border nodes), ο δείκτης επικάλυψης δείχνει την επικάλυψη της αντίστοιχης εικονικής σύνδεσης με όλες τις άλλες εικονικές συνδέσεις στην ίδια περιοχή. Όπως θα παρουσιαστεί στη συνέχεια ο δείκτης OF αποτελεί ένα μέτρο της πιθανότητας ότι δύο επιλεγμένες ως “καλύτερες” διαδρομές με παράγοντα το BW οι οποίες περνούν από το ίδιο domain, είναι disjoint. Τελικά ο δείκτης OF συσχετίζεται με την πυκνότητα των συνδέσεων του γράφου, που αντιπροσωπεύει ένα domain και τις διακυμάνσεις του BW των πραγματικών συνδέσεων του δικτύου.

Σημειώστε ότι η πολυπλοκότητα χώρου της προσέγγισής μας είναι $O(2 \cdot b \cdot (b-1)) = O(b^2)$ δεδομένου ότι πρέπει να διαφημίσουμε δύο παραμέτρους ανά εικονική σύνδεση, δηλ. το bandwidth και τον παράγοντα επικάλυψης. Αυτές οι έννοιες και οι αλγόριθμοι παρουσιάζονται πιο κάτω. Σχετικά πειράματα για την αριθμητική αξιολόγηση της προσέγγισης μας παρουσιάζονται στο κεφάλαιο 4, όπου εκτελούμε δοκιμές σε ποικίλα Multi-Domain δίκτυα που δημιουργούνται από διάφορες τυποποιημένες μεθόδους παραγωγής τοπολογίας.

3.2 Προσέγγιση βασισμένη στο δείκτη επικάλυψης

Όπως αναφέρθηκε πιο πάνω, οι αλγόριθμοί μας για εύρεση διαδρομών, στηρίζονται στην έννοια του δείκτη επικάλυψης. Υποθέστε δύο ζεύγη κόμβων συνόρων (B_i, B_j) και (B_k, B_l) εντός μιας περιοχής. Η ποσότητα $of_{B_k, B_l}^{B_i, B_j}$ θα αναφέρεται στον OF για το ζευγάρι εικονικών συνδέσεων (B_i, B_j) και (B_k, B_l) . Θα δείχνει δηλαδή το μέγεθος της επικάλυψης δύο διαδρομών οι οποίες χρησιμοποιούν το ίδιο domain και τους συγκεκριμένους κόμβους συνόρων. Στην περίπτωση που η αρχική διαδρομή περνά από τους κόμβους (B_i, B_j) και η εφεδρική διαδρομή πρέπει να περάσει από τους κόμβους (B_k, B_l) , ο δείκτης επικάλυψης θα δείχνει το βαθμό κατά τον οποίο η δύο διαδρομές επικαλύπτονται. Αυτή η γνώση θα μας δώσει τη δυνατότητα με τη χρήση κάποιας τεχνικής που θα παρουσιάσουμε, ώστε να λαμβάνουμε υπόψη μας την επικάλυψη των εικονικών συνδέσεων και να αποφεύγουμε λανθασμένες επιλογές πορειών που οδηγούν σε απόκλιση από τις βέλτιστες διαδρομές.

Έχουμε ήδη δει στην παράγραφο 2.4 ότι το \max_min BW δύο εικονικών συνδέσεων (αποτελούν τις καλύτερες διαδρομές μεταξύ των border nodes με κριτήριο το BW) δηλ. το $\min(BW(B_i, B_j), BW(B_k, B_l))$ σε ένα δίκτυο FM δεν είναι απαραίτητως ίσο με το πραγματικό DBW δύο διαδρομών οι οποίες χρησιμοποιούν τους ίδιους κόμβους συνόρων και υπολογίζονται στο πλήρες δίκτυο. Δηλαδή το εκτιμώμενο DBW από το δίκτυο FM προκύπτει λανθασμένα μεγαλύτερο από το μέγιστο δυνατό (υλοποιήσιμο) έχοντας στη διάθεση μας την πλήρη τοπολογία του δικτύου. Αυτή η απόκλιση παρουσιάζεται με την εξίσωση πιο κάτω:

$$DBW \neq \min\{\max BW(B_i, B_j), \max BW(B_k, B_l)\} \quad (1)$$

Να αναφέρουμε ότι με $\max BW(a, b)$ θα εννοούμε το μέγιστο-ελάχιστο δυνατό BW που μπορεί να επιτευχθεί μεταξύ των κόμβων συνόρων a και b, έχοντας στη διάθεση μας την πλήρη τοπολογία. Βασικά αποτελεί την παράμετρο που διαφημίζεται από τις συνδέσεις του FM δικτύου μας. Για να επιλύσουμε την απόκλιση στην εξίσωση (1) ενεργούμε ως εξής: Όταν επιλέγεται μια εικονική σύνδεση (B_i, B_j) ως το πρωτεύον μονοπάτι, τότε το BW της δευτερεύουσας εικονικής σύνδεσης (B_k, B_l) μέσα στο aggregated domain, θα πολλαπλασιάζεται με $of_{B_k, B_l}^{B_i, B_j}$. Αυτό εκφράζεται μέσω της ακόλουθης εξίσωσης.

$$DBW = \min\{\max BW(B_i, B_j), of_{B_k, B_l}^{B_i, B_j} \cdot \max BW(B_k, B_l)\} \quad (2)$$

Έτσι καταλήγουμε σε μια σχέση για τον υπολογισμό του OF

$$of_{B_k, B_l}^{B_i, B_j} = \frac{\min\{DBW, \max BW(B_i, B_j)\}}{\max BW(B_k, B_l)} \quad (3)$$

Ο υπολογισμός του δείκτη επικάλυψης απαιτεί τη γνώση του maxBW για τα δύο ζεύγη κόμβων συνόρων καθώς και τον υπολογισμό του DBW για δύο διαδρομές οι οποίες υποχρεωτικά θα πρέπει να περάσουν από τους κόμβους συνόρων B_i, B_k κατά την είσοδό τους στο domain και από τους κόμβους B_j, B_l κατά την έξοδό τους από αυτό. Ο υπολογισμός του maxBW έχει περιγραφεί με λεπτομέρεια στην παράγραφο 2.2.3 όπου χρησιμοποιήσαμε την τεχνική της αφαίρεσης όλων των συνδέσεων από το γράφο και τον υπολογισμό της καλύτερης διαδρομής προσθέτοντας κάθε φορά τη σύνδεση με το max BW και εκτελώντας τον αλγόριθμο Dijkstra. Για να υπολογίσουμε το DBW για δύο ζευγάρια κόμβων συνόρων, προτείνουμε τον ακόλουθο αλγόριθμο:

Algorithm 3: Disjoint Bandwidth for Pairs

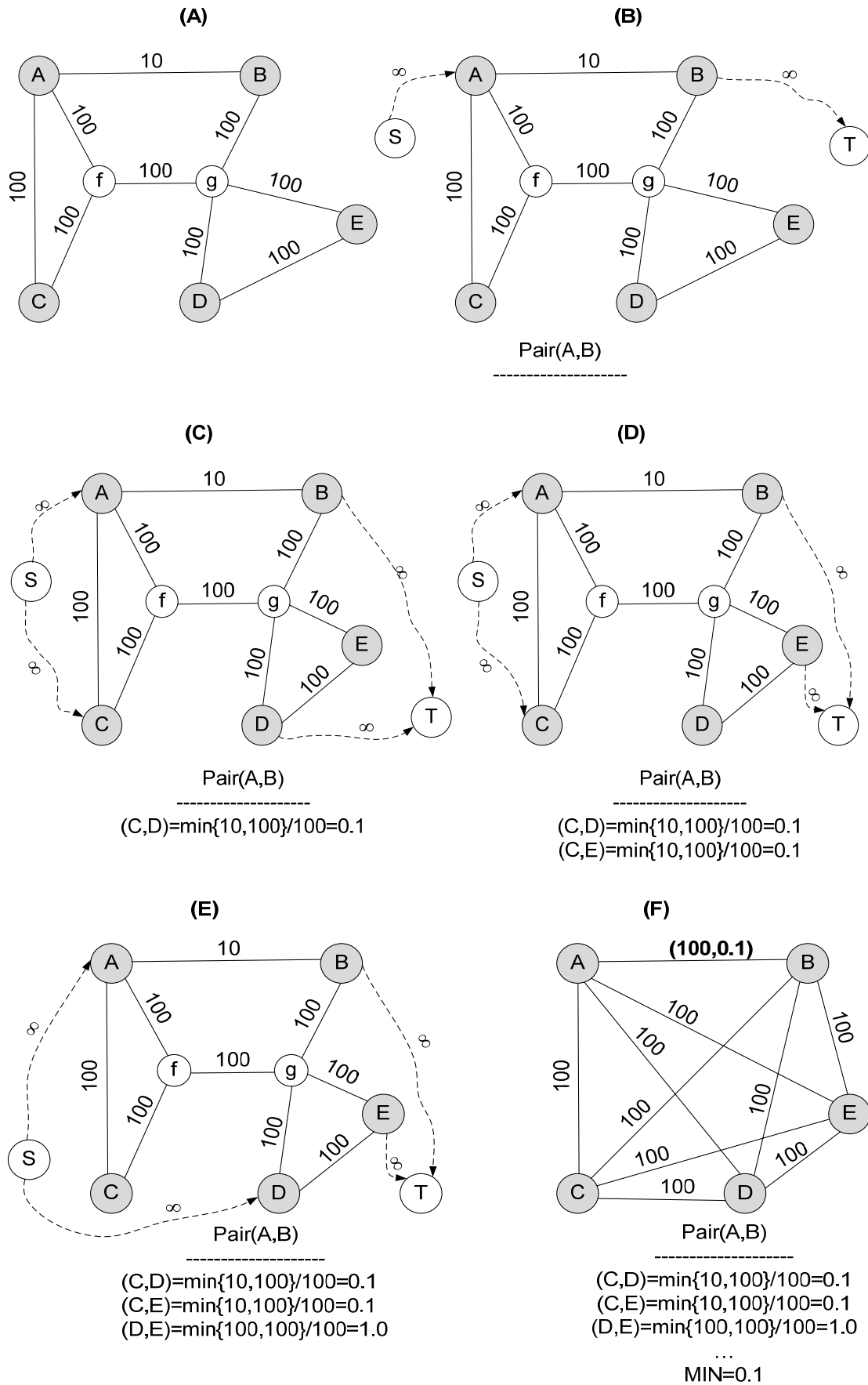
```

procedure find_Disjoint_BW_for_pairs( Graph, (Bi,Bj), (Bk,Bl) ) {
  add node S;
  add node T;
  add link (S,Bi);
  add link (Bj,T);
  add link (S,Bk);
  add link (Bl,T);
  set BW of new links to infinity (∞);
  set (P1, P2)=find_Disjoint_Paths_Between_Nodes_In_The_Same_Domain( Graph, S, T )
  if (P1 and P2 disjoint) {
    set DBW(S,T)=min{ BW(P1), BW(P2) };
  } else {
    set DBW(S,T)=zero;
  }

  restore graph;
  return DBW;
}

```

Ο αλγόριθμος εισάγει δύο πρόσθετους εικονικούς κόμβους S,T και τους συνδέει με κατευθυνόμενες συνδέσεις απείρου bandwidth με τα δύο ζευγάρια των κόμβων συνόρων. Στην παράγραφο 2.3.3 παρουσιάσαμε έναν ψευδοκώδικα για τον υπολογισμό disjoint διαδρομών με κριτήριο το BW, μεταξύ δύο κόμβων του ίδιου domain. Στην περίπτωση του υπολογισμού του OF για δύο ζεύγη κόμβων συνόρων, χρησιμοποιώντας τους δύο εικονικούς κόμβους μπορούμε να υπολογίσουμε όπως και πριν disjoint διαδρομές από τον εικονικό κόμβο S στον εικονικό κόμβο T με τον αλγόριθμο της παραγράφου 2.3.3. Το αποτέλεσμα είναι το ίδιο σαν να υπολογίζαμε disjoint διαδρομές από τα border nodes εισόδου B_i, B_k στα border nodes εξόδου B_j, B_l ανεξάρτητα από τις συνδέσεις διά-περιοχών και από άλλες περιοχές. Αυτά διευκρινίζονται καλύτερα με τη βοήθεια των σχημάτων που ακολουθούν.



Σχήμα 3.1: Παράδειγμα υπολογισμού του δείκτη επικάλυψης.

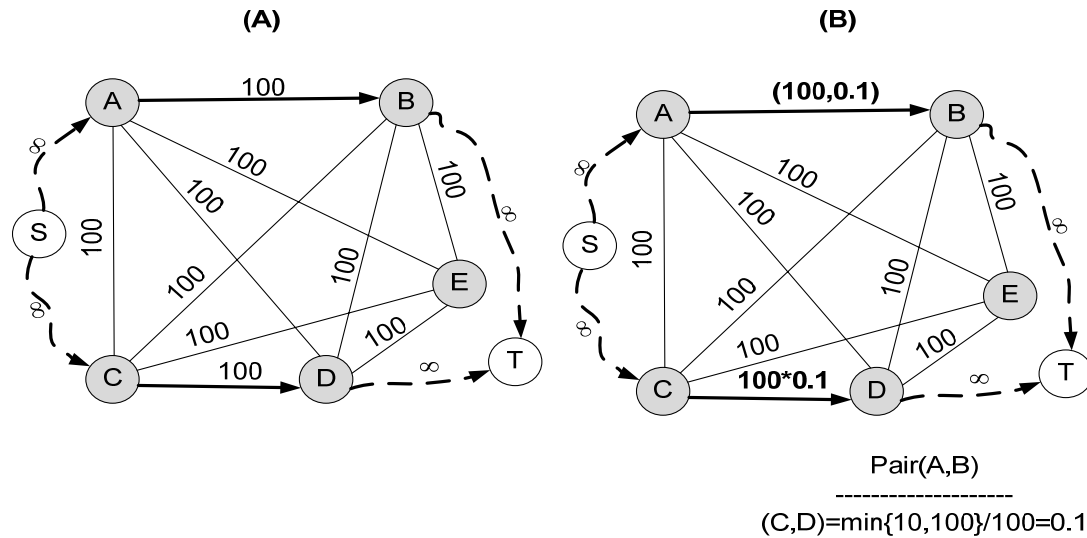
Το σχήμα 3.1 (A) απεικονίζει ένα domain με border nodes τους κόμβους A,B,C,D και E. Όλες οι γραμμές έχουν delay ίσο με τη μονάδα και bandwidth ίσο με 100 εκτός από τη γραμμή A,B που έχει bandwidth 10. Στο σχήμα 3.1 (B) προσθέτουμε τους εικονικούς κόμβους S, T και τους συνδέουμε με τον A και το B με κατευθυνόμενες συνδέσεις (S, A) και (B, T) με άπειρο BW. Στη συνέχεια υπολογίζουμε τον OF αναφερόμενοι στις εναλλακτικές πορείες μέσω του C και του D στο σχήμα 3.1 (C), του C και του E στο σχήμα 3.1 (D), και του D και του E στο σχήμα 3.1 (E). Για παράδειγμα, προκειμένου να υπολογίσουμε τον $of_{C,D}^{A,B}$ στο σχήμα 3.1 (C) προσθέτουμε δύο κατευθυνόμενες συνδέσεις (S,C) και (D,T) με άπειρο BW. Το επόμενο βήμα είναι να εκτελέσουμε τον αλγόριθμο 2 (disjoint path finding algorithm) από τον κόμβο S στον κόμβο T, ο οποίος κάνει χρήση του τροποποιημένου αλγορίθμου Suurballe & Tarjan (S&T) για τον υπολογισμό του $DBW(S,T)=10$. Γνωρίζοντας τις τιμές για το \min_max_BW της καλύτερης διαδρομής ως προς το BW δηλ. $\max BW(A,B)=100$, $\max BW(C,D)=100$ μπορούμε πλέον να υπολογίσουμε το δείκτη επικάλυψης χρησιμοποιώντας τη σχέση (3):

$$of_{B_k, B_l}^{B_i, B_j} = \frac{\min\{DBW, \max BW(B_i, B_j)\}}{\max BW(B_k, B_l)} = \frac{\min\{10, 100\}}{100} = \frac{10}{100} = 0.1$$

Με παρόμοιο τρόπο υπολογίζουμε την τιμή του $of_{C,E}^{A,B}=0.1$ στο σχήμα 3.1 (D) και του $of_{D,E}^{A,B}=1$ στο σχήμα 3.1 (E).

Για να δείξουμε την ορθότητα του υπολογισμού του δείκτη επικάλυψης αλλά και τη χρήση του στη διαδικασία εύρεσης disjoint διαδρομών και υπολογισμού του σωστού DBW ακολουθεί κάποιο παράδειγμα επαλήθευσης στην τοπολογία υπολογισμού του OF πιο πάνω. Έστω ότι θέλουμε να υπολογίσουμε το DBW δύο διαδρομών οι οποίες πρέπει να περάσουν και οι δύο από το ίδιο domain και να έχουν ως είσοδο στο domain τους κόμβους A,B και ως έξοδο τους κόμβους B, D. Η περίπτωση παρουσιάζεται στο σχήμα 3.2 πιο κάτω. Πιο πάνω υπολογίσαμε το $DBW=10$ για αυτή την περίπτωση έχοντας στη διάθεσή μας την πλήρη τοπολογία της περιοχής του σχήματος 3.1 (C). Στην περίπτωση που εφαρμόζαμε τον αλγόριθμο στο Full Mesh δίκτυο του σχήματος 3.2 (A) θα παίρναμε ως αποτέλεσμα $DBW=100$. Αυτό το αποτέλεσμα δεν είναι το επιθυμητό καθώς αποκλίνει από τη μέγιστη πραγματοποιήσιμη τιμή. Με τη χρήση του δείκτη επικάλυψης στο Full Mesh δίκτυο του σχήματος 3.2 (B) καταφέρνουμε να διορθώσουμε αυτή την απόκλιση. Μετά την επιλογή της εικονικής σύνδεσης (A,B) σαν αρχική και την ανάγκη για χρήση της σύνδεσης (C,D) σαν εφεδρική, το bandwidth της τελευταίας πολλαπλασιάζεται με τον δείκτη επικάλυψης που αντιστοιχεί στο συγκεκριμένο ζεύγος κόμβων συνόρων. Έτσι η εικονική σύνδεση αποκτά νέα

τιμή $BW=100*0.1=10$ και έτσι οδηγεί στο σωστό αποτέλεσμα για το DBW των δύο ζευγών κόμβων. Δηλαδή καταφέραμε με τη χρησιμοποίηση της Full Mesh τοπολογίας σε συνδυασμό με τη χρήση του δείκτη επικάλυψης να επιλύσουμε την απόκλιση στην εξίσωση (1).



Σχήμα 3.2: Εφαρμογή χρήσης του δείκτη επικάλυψης για δύο ζεύγη.

Ο υπολογισμός του $of_{B_k, B_l}^{B_i, B_j}$ πιο πάνω, αναφέρεται σε συγκεκριμένα ζευγάρια κόμβων συνόρων μιας περιοχής, τα οποία χρησιμοποιούνται από την πρωτεύουσα (κύρια) και την δευτερεύουσα (εφεδρική) διαδρομή. Προκειμένου να ενσωματώσουμε τον OF μέσα στη διαδικασία εύρεσης disjoint διαδρομών σε multi-domain δίκτυα, έχουμε δύο επιλογές: Η πρώτη είναι να διαφημίζουμε τις τιμές των OF για όλους τους πιθανούς συνδυασμούς ζευγαριών κόμβων συνόρων, μια προσέγγιση που οδηγεί σε υψηλή πολυπλοκότητα χώρου (θυμηθείτε ότι ο τελικός στόχος ήταν να ελαχιστοποιηθούν οι πληροφορίες κατάστασης που περνούν μέσω των περιοχών). Η δεύτερη επιλογή είναι η αποσύνδεση του δείκτη επικάλυψης από την εφεδρική διαδρομή, καθορίζοντας την τιμή του $OF(B_i, B_j)$ ως τη μικρότερη όλων των πιθανών συνδυασμών $of_{B_k, B_l}^{B_i, B_j}$ για τις εφεδρικές διαδρομές.

$$OF(B_i, B_j) = \min_{k,l} \{of_{B_k, B_l}^{B_i, B_j}\} \quad (4)$$

Με αυτό τον τρόπο, ο δείκτης επικάλυψης $OF(B_i, B_j)$ γίνεται μια παράμετρος που αποδίδεται στις εικονικές συνδέσεις και που διαφημίζεται στις περιοχές χωρίς σημαντική επιβάρυνση. Από τη μια, αυτή η επιλογή έκανε εφικτή και αποδοτική τη χρήση του OF. Από την άλλη αυτό οδήγησε σε ένα κάτω όριο στην τιμή του εκτιμώμενου DBW από το FM δίκτυο σε σχέση με το πραγματικό DBW. Το πραγματικό DBW όπως προκύπτει από τη γνώση της

πλήρους τοπολογίας του δικτύου, θα είναι πάντα μεγαλύτερο ή ίσο από το εκτιμώμενο DBW κάνοντας χρήση του FM δικτύου σε συνδυασμό με τον OF. Η μέγιστη τιμή του OF είναι η μονάδα και η ελάχιστη το μηδέν. Όσο ο δείκτης επικάλυψης μειώνεται τόσο πιο απαισιόδοξη γίνεται η εκτίμηση για το DBW των ζευγών των κόμβων. Αντίθετα όσο ο δείκτης πλησιάζει στη μονάδα τόσο πιο αισιόδοξη γίνεται η εκτίμηση για το DBW. Εάν για ένα ζεύγος $\{(B_i, B_j), (B_k, B_l)\}$ δεν υπάρχει υλοποιήσιμο disjoint ζεύγος διαδρομών, ο δείκτης επικάλυψης $OF_{B_k, B_l}^{B_i, B_j}$ θα είναι ίσος με μηδέν με αποτέλεσμα να είναι μηδέν και ο $OF(B_i, B_j)$. Σε αυτή την περίπτωση η εκτίμηση του DBW δεδομένου ότι η πρωτεύουσα διαδρομή περνά από τους κόμβους (B_i, B_j) θα είναι πάντοτε μηδέν ανεξαρτήτως από ποιο ζεύγος κόμβων περνά η εφεδρική διαδρομή. Από τις σχέσεις (2) και (4) καταλήγουμε στη σχέση:

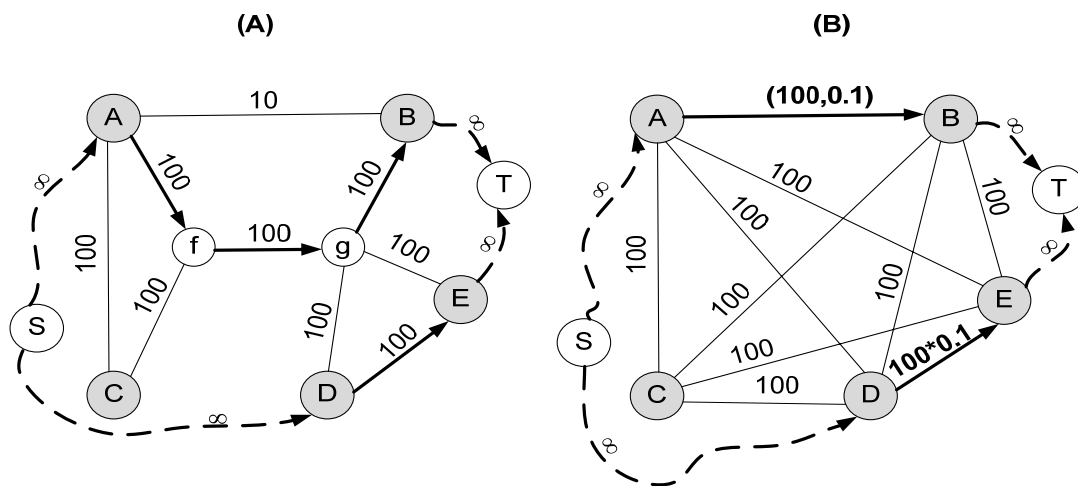
$$DBW \geq \min\{\max BW(B_i, B_j), OF(B_i, B_j) \cdot \max BW(B_k, B_l)\} \quad (5)$$

Στο παράδειγμα του σχήματος 3.1 (A), $OF(A, B) = \min\{0.1, 0.1, \dots, 1\} = 0.1$ όπως φαίνεται στο σχήμα 3.1 (F).

Έχοντας δεδομένη αυτή την προσέγγιση υπολογισμού του δείκτη επικάλυψης η οποία κάνει αποδοτική τη χρήση του στον αλγόριθμο εύρεσης disjoint διαδρομών θα παρουσιάσουμε το ίδιο παράδειγμα του σχήματος 3.2 αυτή τη φορά με τον OF για το ζεύγος (A,B) να έχει την ελάχιστη τιμή από όλους τους συνδυασμούς με τα υπόλοιπα ζεύγη του domain, δηλαδή $OF(A, B) = \min\{0.1, 0.1, \dots, 1\} = 0.1$. Έστω ότι θέλουμε να υπολογίσουμε το DBW δύο διαδρομών οι οποίες πρέπει να περάσουν και οι δύο από το ίδιο domain και να έχουν ως είσοδο στο domain τους κόμβους A,B και ως έξοδο τους κόμβους D, E αυτή τη φορά. Η περίπτωση παρουσιάζεται στο σχήμα 3.3 πιο κάτω. Το DBW για αυτή την περίπτωση έχοντας στη διάθεσή μας την πλήρη τοπολογία της περιοχής του σχήματος 3.3 (A) ισούται με $DBW = \min\{BW(P1), BW(P2)\} = \min\{100, 100\} = 100$. Στην περίπτωση που εφαρμόζαμε τον αλγόριθμο στο απλό Full Mesh δίκτυο θα παίρναμε το σωστό αποτέλεσμα δηλαδή $DBW = 100$. Με τη χρήση του συνολικού δείκτη επικάλυψης στο Full Mesh δίκτυο του σχήματος 3.3 (B) το DBW υπολογίζεται ως εξής: μετά την επιλογή της εικονικής σύνδεσης (A,B) σαν αρχική και την ανάγκη για χρήση της σύνδεσης (D,E) σαν εφεδρική, το bandwidth της τελευταίας πολλαπλασιάζεται με τον δείκτη επικάλυψης που αντιστοιχεί στο ζεύγος (A,B) των κόμβων συνόρων σε σχέση με όλους τους συνδυασμούς των υπολοίπων κόμβων. Έτσι η εικονική σύνδεση αποκτά νέα τιμή $BW = 100 * 0.1 = 10$ και αυτό οδηγεί σε εσφαλμένο αποτέλεσμα για το DBW των δύο ζευγών κόμβων $DBW = 10$ αντί για 100, αποτέλεσμα το οποίο έδωσαν και το πλήρες αλλά και το απλό FM. Αυτό το αποτέλεσμα δείχνει τον περιορισμό του δείκτη επικάλυψης προς τα κάτω και το αρνητικό αποτέλεσμα που έχει αυτό το γεγονός στον τελικό υπολογισμό. Παρόλα αυτά αυτή η επιλογή μας για τον OF μας εξασφαλίζει σιγουριά για την υλοποιησιμότητα κάθε αποτελέσματος. Όπως θα δούμε στη

συνέχεια κατά την εφαρμογή του αλγορίθμου σε διάφορες τοπολογίες μέσω διαφόρων προσομοιώσεων, στόχος είναι να ταυτίζονται τα αποτελέσματα της εφαρμογής στο Full Mesh δίκτυο με χρήση το OF και τα αποτελέσματα που προκύπτουν από την εφαρμογή στο πλήρες δίκτυο. Εντούτοις στην περίπτωση του Full Mesh with OF που όπως δείχνει η εξίσωση (5) δίνει πάντα αποτέλεσμα μικρότερο ή ίσο από το πραγματικό, μια απόκλιση της τάξης του 20-25% θα θεωρείται επιτυχία.

Όσο το δίκτυο μεγαλώνει και όσο αυξάνεται η πυκνότητα των συνδέσεων καθώς και οι εναλλακτικές επιλογές διαδρομών, οι περιπτώσεις αποτυχίας του αλγορίθμου εύρεσης disjoint διαδρομών στο δίκτυο Full Mesh with OF θα ελαχιστοποιούνται. Αυτό θα φανεί καλύτερα όταν θα παρουσιάσουμε τα αποτελέσματα και θα τα συγκρίνουμε με αυτά του απλού Full Mesh.



Σχήμα 3.3: Εφαρμογή χρήσης του συνολικού δείκτη επικάλυψης.

3.3 Full Mesh με δείκτη επικάλυψης

Με βάση την έννοια του δείκτη επικάλυψης, θα παρουσιάσουμε την τεχνική συνάθροισης τοπολογίας Full Mesh μαζί με το δείκτη επικάλυψης (OF). Ο αλγόριθμος, ο οποίος εκτελείται σε κάθε περιοχή, οδηγεί σε μια Full Mesh τοπολογία με εικονικές συνδέσεις που δείχνουν την “καλύτερη” διαδρομή ως προς το BW και τον αντίστοιχο δείκτη επικάλυψης. Ένα παράδειγμα δείξαμε στο σχήμα 3.1 (F) όπου στην εικονική σύνδεση (A,B) φαίνεται το BW της διαδρομής και ο OF ως προς τις υπόλοιπες συνδέσεις του domain. Πιο κάτω θα παρουσιάσουμε τον αλγόριθμο μετασχηματισμού μιας περιοχής από την πλήρη τοπολογία, στη μορφή Full Mesh με OF καθώς και κάποια βοηθητικά σχόλια από κάτω.

Algorithm 4: Create Full Mesh with OF

```

main
List = add_All_Edges_From_The_Graph_In_The_List( realDomain );
remove_All_Edges_From_The_Graph(realDomain);
final_Domain = add_all_the_Border_Nodes_From_Graph( realDomain );
while ( List.Is_Not_Empty() ){
    maxBW = find_Edge_With_Max_BW( List );
    if (all_Paths_found) break;
    add_Edge_On_Graph( maxBW );
    remove_Edge_From_List( maxBW );

    for each pair of border nodes (Bi,Bj) do {

        if (pair.find_Best_Path==false){
            Bw(Bi,Bj) = find_Best_Path_Between_Border_Nodes_In_The_Same_Domain(
                Bi, Bj );
            OF(Bi,Bj) = calculate_overlap_factor (Bi,Bj);
            If (pair.find_Best_Path == true){
                Add_virtual_link_(Bi,Bj)_with_bandwidth_Bw(Bi,Bj)_and_overlap_factor
                OF(Bi,Bj)in_Graph( final_Domain );
            }
        }
    }
}
restore graph;
return final_Domain;
procedure calculate_overlap_factor (Bi,Bj) {
of = 1.0;
for each pair (Bk,Bl) {
temp_of = min{ find_Disjoint_BW_for_pairs(Graph,(Bi,Bj),(Bk,Bl)); ,
                find_Best_Path_Between_Border_Nodes_In_The_Same_Domain( Bi, Bj ); }
/ find_Best_Path_Between_Border_Nodes_In_The_Same_Domain( Bk,Bl);
of = min (of, temp_of);
}
return of;
}

```

Αρχικά προσθέτουμε σε μια λίστα όλες τις συνδέσεις του πραγματικού δικτύου. Αφαιρούμε όλες τις συνδέσεις από το πραγματικό δίκτυο ενώ δημιουργούμε ένα νέο δίκτυο και προσθέτουμε όλα τα border nodes του πραγματικού. Ακολούθως βρίσκουμε και προσθέτουμε στο πραγματικό δίκτυο τη σύνδεση με το μεγαλύτερο BW. Στη συνέχεια μπαίνουμε σε ένα βρόχο ο οποίος εκτελείται για κάθε ζεύγος border nodes ψάχνοντας για την καλύτερη διαδρομή ως προς το BW και για τον αντίστοιχο δείκτη επικάλυψης του ζεύγους. Ο δείκτης επικάλυψης υπολογίζεται για κάθε ζεύγος κόμβων συνόρων. Κάνοντας χρήση της σχέσης (3) υπολογίζει τους δείκτες για όλους τους πιθανούς συνδυασμούς του συγκεκριμένου ζεύγους με όλα τα άλλα και ακολούθως σύμφωνα με τη σχέση (4) επιστρέφει ως OF του ζεύγους την μικρότερη τιμή. Να αναφέρουμε ότι μόλις βρεθεί η πρώτη διαδρομή για ένα ζεύγος, τότε το

αποτέλεσμα κλειδώνει σε αυτήν καθώς αυτή αποτελεί σίγουρα τη διαδρομή με το μέγιστο ελάχιστο BW. Αυτό λόγω της τεχνικής που χρησιμοποιούμε με την εισαγωγή των συνδέσεων ανάλογα με το μέγεθος της χωρητικότητας κάθε γραμμής. Αν δεν επιστρέψει αποτέλεσμα η συνάρτηση εύρεσης διαδρομής, συνεχίζεται η εισαγωγή συνδέσεων με τη σειρά μεγέθους της τιμής του BW. Ο αλγόριθμος ολοκληρώνεται όταν βρεθούν οι διαδρομές για όλα τα ζεύγη και ολοκληρωθεί η δημιουργία της τοπολογίας Full Mesh με το δείκτη επικάλυψης.

3.4 Εύρεση ανεξάρτητων διαδρομών σε Multi-domain δίκτυα με χρήση του δείκτη επικάλυψης

Σε ένα σενάριο με πολλές διαχειριστικές περιοχές (multi-domain), η μορφή του δικτύου έχει ως εξής: Το πρώτο domain (από το οποίο δημιουργείται και η αίτηση) παρουσιάζεται σε πλήρη τοπολογία, χωρίς να έχει εφαρμοστεί επάνω του καμία τεχνική συνάθροισης τοπολογίας. Όλα τα υπόλοιπα domains παρουσιάζονται στη συναθροισμένη τους έκδοση με την παρουσία μόνο των κόμβων συνόρων και των εικονικών συνδέσεων μεταξύ τους. Οι συνδέσεις μεταξύ των διαφόρων περιοχών παραμένουν ίδιες με αυτές του αρχικού δικτύου. Ο τροποποιημένος αλγόριθμος του Suurballe & Tarjan για την εύρεση disjoint διαδρομών με βάση το BW που παρουσιάσαμε σε προηγούμενο κεφάλαιο, δουλεύει βρίσκοντας μια αρχική διαδρομή, τροποποιώντας το γράφο αντιστρέφοντας τις συνδέσεις που επιλέγονται από την πρώτη διαδρομή και ψάχνοντας για μια εφεδρική πορεία στον τροποποιημένο γράφο.

Εντούτοις, το δεύτερο βήμα του αλγορίθμου ως έχει, δεν μπορεί να αποτρέψει τη χρήση εικονικών συνδέσεων του ίδιου domain οι οποίες επικαλύπτουν αυτές της πρωτεύουσας διαδρομής. Η επιλογή μιας εικονικής σύνδεσης ως εφεδρικής, στην περίπτωση που ανήκει στο ίδιο domain με την αρχική, δεν μας επιτρέπει να γνωρίζουμε εάν είναι στην πραγματικότητα disjoint με τη σύνδεση της αρχικής διαδρομής, παρόλο που οι δύο εικονικές διαδρομές δεν ταυτίζονται. Η εξίσωση (5) δείχνει ότι μπορούμε να αποφύγουμε αυτή την ανακρίβεια με τον πολλαπλασιασμό του bandwidth όλων των υποψηφίων (για την εφεδρική διαδρομή) εικονικών συνδέσεων της περιοχής με τον αντίστοιχο δείκτη επικάλυψης. Συνεπώς ο τροποποιημένος αλγόριθμος S&T που κάνει χρήση του OF έχει ως εξής:

1. Προσδιορίστε την “καλύτερη” πορεία P1 με βάση το BW από τον S στον T, χρησιμοποιώντας έναν link-state αλγόριθμο όπως ο Dijkstra (επιλογή συνδέσεων με το μεγαλύτερο BW)

2. Τροποποιήστε το γράφο του δικτύου ως ακολούθως:
 - 2.1. Αντιστρέψτε όλες τις inter-domain συνδέσεις και τις συνδέσεις του πρώτου domain της P_1 , θέτοντας το βάρος των αντεστραμμένων συνδέσεων και το BW στην τιμή των αρχικών.
 - 2.2. Για κάθε εικονική σύνδεση (I,J) της P_1 :
 - 2.2.1. Θέστε το βάρος και το BW των εικονικών συνδέσεων (J,I) στην τιμή των αρχικών χωρίς να αφαιρέσετε τις συνδέσεις (I,J) .
 - 2.2.2. Πολλαπλασιάστε το bandwidth όλων των εικονικών συνδέσεων του domain που περιέχει τη σύνδεση (I,J) με τον δείκτη επικάλυψης $OF(I,J)$ αυτής.
3. Στον τροποποιημένο γράφο προσδιορίστε την καλύτερη εφεδρική διαδρομή P_2 από τον S στον T χρησιμοποιώντας τον αλγόριθμο Bellman Ford.
4. Εκτελέστε μια επεξεργασία στα δύο προϋπολογισμένα μονοπάτια ως εξής:
 - 4.1. Αφαιρέστε από τις διαδρομές P_1, P_2 τις κοινές συνδέσεις που χρησιμοποιούνται στις αντίθετες κατευθύνσεις.
 - 4.2. Ανταλλάξτε τα υπόλοιπα τμήματα των πορειών μετά από την αφαιρούμενη σύνδεση.
5. Αποκαταστήστε το γράφο και επιστρέψτε τα αποτελέσματα.

Η τεχνική που χρησιμοποιούμε για τον υπολογισμό ανεξάρτητων διαδρομών σε multi-domain δίκτυα έχοντας στη διάθεση μας την Full Mesh μορφή του δικτύου ενισχυμένη με τη χρήση του δείκτη επικάλυψης παρουσιάζεται με τη βοήθεια ενός ψευδοκώδικα.

```

Algorithm 5: Disjoint Bandwidth Calculation in a Full Mesh with Of Multi-Domain Network
procedure find_Disjoint_Paths_Between_Nodes_In_Dif_Domains( real_Graph, S, T ) {

  final_Graph = create_Full_Mesh_with_OF(real_Graph);
  List = add_All_Edges_From_The_Graph_In_The_List(final_Graph);
  remove_All_Edges_From_The_Final_Graph;
  while ( List.Is_Not_Empty() ){

    maxBW = find_Edge_With_Max_BW( List );
    add_Edge_On_Graph( maxBW );
    remove_Edge_From_List( maxBW );

    If ( p1 == null ) {
      p1 = run_First_Step_Of_The_Modifying_S&T with OF;
    }
    If ( p1 != null) {
      run_Second_Step_Of_The_Modifying_S&T with OF;
      remove_All_Edges_From_The_Final_Graph_except_Of_P1_Edges_&_Reverse;
      p2 = run_Third_Step_Of_The_Modifying_S&T with OF;
      if ( p2 == null ) continue;
    }
  }
}

```

```

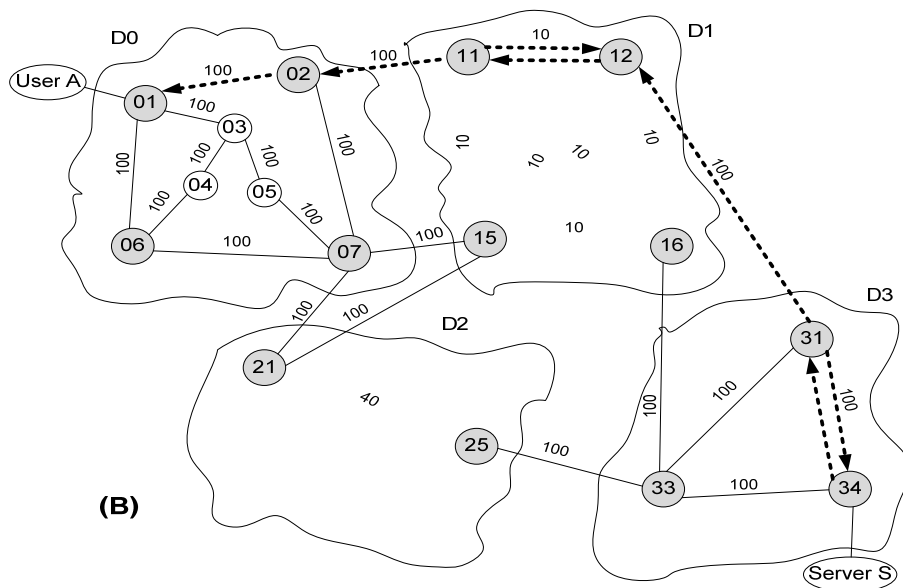
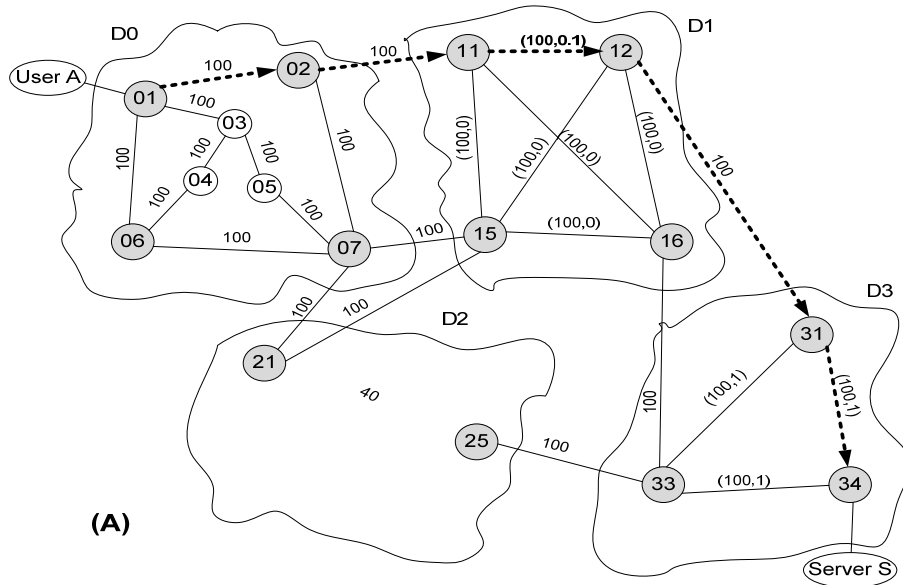
    }
    else continue;
    run_Forth_Step_Of_The_Modifying_S&T with OF;
    if ( p1&p2.is_Disjoint ) break;
}
restore graph;
return p1&p2;
}

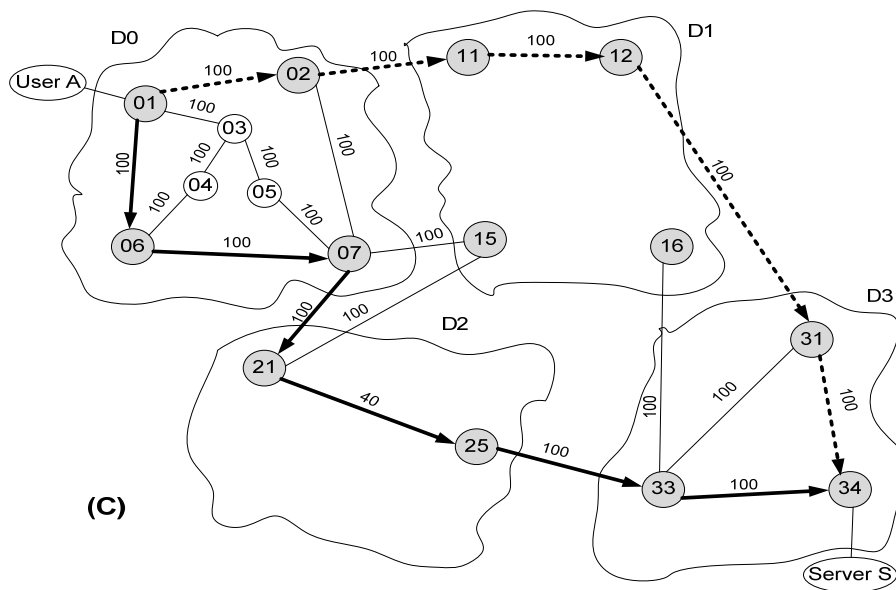
```

Οι επιπλέον τροποποιήσεις που κάναμε στον ήδη τροποποιημένο αλγόριθμο S&T παρουσιάζονται με έντονα γράμματα. Η έξοδος του αλγορίθμου είναι δύο εικονικά μονοπάτια από τον κόμβο πηγής S προς τον κόμβο προορισμού T στο συναθροισμένο δίκτυο, δηλ. ένα ζευγάρι διαδρομών οι οποίες αποτελούνται από εικονικές συνδέσεις διαμέσου των περιοχών (εκτός από το domain του κόμβου πηγής) μαζί με πραγματικές inter-domain συνδέσεις.

Η επιτυχία της ενίσχυσης του αλγορίθμου με τον δείκτη επικάλυψης σε σχέση με τη χρήση του απλού FM θα φανεί παρουσιάζοντας το αποτέλεσμα της εφαρμογής στο δίκτυο της παραγράφου 2.4 όπου είχαμε δει την αποτυχία του απλού Full Mesh στον σωστό υπολογισμό του disjoint bandwidth. Στο σχήμα 3.4 (A) παρουσιάζεται το δίκτυο σε Full Mesh μορφή με χρήση του OF. Η σύνδεση που μας ενδιαφέρει (11-12) διαφημίζει δύο παραμέτρους (bandwidth , overlap factor) όπως διαφημίζουν και όλες οι εικονικές συνδέσεις κάθε domain. Εκτελώντας το πρώτο βήμα του αλγορίθμου επιλέγεται η διαδρομή (1-2-11-12-31-34) με BW=100. Στο γράφο έχουν προστεθεί όλες οι συνδέσεις εκτός από τη σύνδεση με το χαμηλότερο BW=40. Ακολούθως στο σχήμα 3.4 (B) παρουσιάζεται η εκτέλεση του δεύτερου βήματος που περιλαμβάνει αντιστροφή όλων των πραγματικών συνδέσεων, δηλαδή όλων των inter-domain συνδέσεων της P1 και των συνδέσεων της που ανήκουν στο πρώτο domain. Για όλες τις εικονικές συνδέσεις της P1 προσθέτουμε τις αντίστροφες συνδέσεις με ίδιες τιμές για το delay και το bandwidth χωρίς να έχουμε αφαιρέσει τις αρχικές. Ακολούθως πολλαπλασιάζουμε όλες τις εικονικές συνδέσεις κάθε domain από το οποίο περνά η διαδρομή P1, με το δείκτη επικάλυψης της αντίστοιχης εικονικής σύνδεσης της P1. Στη συνέχεια αφαιρούμε όλες τις συνδέσεις του δικτύου εκτός από αυτές τις πορείας P1 μαζί με τις αντίστροφες αυτών. Δηλαδή παραμένουν στο δίκτυο οι αντεστραμμένες πραγματικές συνδέσεις της P1 και οι εικονικές συνδέσεις της P1 μαζί με τις αντεστραμμένες αυτών. Εκτελώντας το τρίτο βήμα του τροποποιημένου αλγορίθμου S&T που κάνει χρήση του OF δεν βρίσκουμε αποτέλεσμα διάφορο του null οπότε αρχίζουμε ξανά την εισαγωγή νέων συνδέσεων με σειρά μεγέθους BW. Προσθέτοντας όλες τις συνδέσεις με BW=100 έχουμε αποτέλεσμα null καθώς δε βρίσκουμε εναλλακτική διαδρομή προς τον προορισμό. Οι εικονικές συνδέσεις του domain D1 έχουν αποκτήσει τιμή BW=10 μετά τον πολλαπλασιασμό με τον OF του ζεύγους (11,12). Αντίθετα τα BW των εικονικών συνδέσεων του domain D3 έχουν μείνει ανεπηρέαστα μετά τον πολλαπλασιασμό τους με τη μέγιστη δυνατή τιμή του OF,

τη μονάδα. Αυτό δείχνει την πλήρη ανεξαρτησία των εικονικών συνδέσεων του D3. Συνεχίζουμε με την εισαγωγή της εικονικής σύνδεσης με $BW=40$ που παρουσιάζεται στο σχήμα 3.4 (C) μαζί με το τελικό αποτέλεσμα το οποίο παρουσιάζει δύο disjoint διαδρομές με $DBW=\min\{100,40\}=40$ το οποίο συμφωνεί με το αποτέλεσμα που υπολογίσαμε έχοντας στη διάθεσή μας την πλήρη τοπολογία.





Σχήμα 3.4: Full Mesh with OF in multi-domain Network.

Το επόμενο βήμα είναι να εγκατασταθεί το πραγματικό ζευγάρι διαδρομών, κρατώντας τις inter-domain συνδέσεις και τους κόμβους συνόρων και αντικαθιστώντας τις εικονικές συνδέσεις διαμέσου των περιοχών με τις αντίστοιχες πραγματικές εσωτερικές πορείες. Μετά από την εγκατάσταση, οι δύο πραγματικές διαδρομές θα πρέπει να είναι μεταξύ τους disjoint και να έχουν τις ίδιες τιμές (με τις εικονικές) για την από άκρο σε άκρο καθυστέρηση (delay) και χωρητικότητα (bandwidth), επιβεβαιώνοντας την ακρίβεια της τεχνικής συνάθροισης τοπολογίας και την ορθότητα του αλγορίθμου εύρεσης disjoint διαδρομών.

Η επιλογή μας να χρησιμοποιήσουμε τη μικρότερη τιμή του δείκτη επικάλυψης για κάθε σύνδεση στην εξίσωση (5) σαν ένα κάτω όριο εγγυάται ότι το disjoint BW των πραγματικών διαδρομών θα είναι πάντα μεγαλύτερο ή ίσο από το DBW των αντίστοιχων εικονικών διαδρομών. Συγχρόνως, όταν ένα ζεύγος εικονικών μονοπατιών συνδέεται με ένα μη μηδενικό DBW, τότε είναι σίγουρο ότι υπάρχει το αντίστοιχο ζευγάρι disjoint πραγματικών διαδρομών. Να θυμηθούμε ότι στην περίπτωση της εύρεσης disjoint διαδρομών σε multi-domain δίκτυα με χρήση απλού Full Mesh, δεν ήμασταν σίγουροι εάν το αποτέλεσμα του αλγορίθμου ήταν πραγματοποιήσιμο στο πραγματικό δίκτυο. Και αυτό γιατί ο συγκεκριμένος αλγόριθμος βρίσκει πάντοτε δύο διαδρομές διαφημίζοντας ότι σε όλες τις περιπτώσεις είναι disjoint. Το συμπέρασμα είναι ότι σε αντίθεση με το απλό Full Mesh, η χρήση του OF προσφέρει εγγύηση υλοποιησιμότητας του αποτελέσματος στο πραγματικό δίκτυο.

Άλλες προσεγγίσεις, όπως η διαφήμιση των μέσων τιμών του OF για κάθε εικονική σύνδεση ως προς όλες τις άλλες συνδέσεις του ίδιου domain, θα οδηγούσαν σε λογικά αποτελέσματα

αλλά δεν θα προσέφερε εγγύηση ότι το κάθε αποτέλεσμα θα είναι και υλοποιήσιμο. Θα υπήρχαν περιπτώσεις που το DBW των εικονικών διαδρομών θα ήταν μεγαλύτερο από το μέγιστο υλοποιήσιμο στο πραγματικό δίκτυο από δύο πραγματικές διαδρομές. Στη χειρότερη περίπτωση, οι disjoint διαδρομές όπως προκύπτουν από το Full Mesh δίκτυο με το δείκτη επικάλυψης, δεν θα ήταν υλοποιήσιμες από πραγματικές διαδρομές. Δηλ. ενώ το αποτέλεσμα του αλγορίθμου θα μας έδειχνε ότι υπάρχουν disjoint διαδρομές, στην πραγματικότητα θα ήταν αδύνατον να βρεθούν disjoint διαδρομές. Είναι επίσης κατανοητό ότι θα μπορούσαν να διαφημιστούν περισσότερες από δύο παράμετροι για κάθε εικονική σύνδεση. Εντούτοις τα αποτελέσματα μας, που παρουσιάζονται στο κεφάλαιο 4, έδειξαν ότι η προσέγγιση που χρησιμοποιήσαμε αποδίδει αρκετά καλά εκτός από κάποιες περιπτώσεις που αντιστοιχούν μάλλον σε μη ρεαλιστικές τοπολογίες περιοχών.

Ο δείκτης επικάλυψης OF μπορεί να πάρει τη μέγιστη τιμή του $OF(B_i, B_j)=1$ σε περίπτωση που η πορεία που αντιπροσωπεύεται από την εικονική σύνδεση (B_i, B_j) στο συναθροισμένο δίκτυο, είναι disjoint με τις πορείες που αντιπροσωπεύονται από όλες τις άλλες εικονικές συνδέσεις. Σε όλες τις άλλες περιπτώσεις ισχύει η ανισότητα $OF(B_i, B_j) < 1$. Σε περίπτωση που δεν υπάρχει disjoint διαδρομή για οποιοδήποτε συνδυασμό των κόμβων συνόρων, τότε η τιμή του OF γίνεται ίση με μηδέν. Πολύ μικρές τιμές για τον OF αντιστοιχούν συνήθως σε αραιό-συνδεδεμένα domains. Ο αλγόριθμος εύρεσης disjoint διαδρομών σε multi-domain δίκτυα θα αποφύγει να περάσει μέσα από τέτοια domains για την εφεδρική διαδρομή, λόγω της μεγάλης μείωσης του BW των συνδέσεων. Επομένως θα ανιχνεύσει έγκυρα disjoint μονοπάτια, χάνοντας ίσως κάποια καλύτερα από άποψη κόστους, λόγω του περιορισμένου προς τα κάτω δείκτη επικάλυψης.

3.5 Επίδραση της περιοχής προορισμού

Οι περιοχές στις οποίες ανήκουν οι κόμβοι πηγής και προορισμού, αντίθετα από τις ενδιάμεσες περιοχές (περιοχές διέλευσης), περιορίζονται και από μια πρόσθετη απαίτηση: Και η αρχική αλλά και η εφεδρική διαδρομή πρέπει να περάσουν διαμέσου αυτών. Η περιοχή στην οποία ανήκει ο κόμβος πηγής (source domain) από την οποία δημιουργείται μια αίτηση, είναι σε θέση να ικανοποιήσει αυτή την απαίτηση μέσα στα όριά της, βασισόμενη στη γνώση της πλήρους τοπολογίας και του ελέγχου των πόρων της. Οι περιοχές διέλευσης, μέσω της χρήσης των δεικτών επικάλυψης, (Overlap Factors) αναγγέλλουν τη δυνατότητα τους να χειριστούν και τις αρχικές αλλά και τις εφεδρικές διαδρομές. Μικρές τιμές του OF προτείνουν την επιλογή κάποιας άλλης περιοχής για τη διέλευση της εφεδρικής διαδρομής. Στη δική μας τεχνική συνάθροισης τοπολογίας FM με χρήση του δείκτη επικάλυψης, οι περιοχές προορισμού (target domains) αντιμετωπίζονται όπως και οι περιοχές διέλευσης και

δεν υπάρχει κανένας τρόπος έτσι ώστε να αποφευχθεί η επιλογή τους για μια εναλλακτική disjoint διαδρομή.

Στα πειράματα που θα ακολουθήσουν στο κεφάλαιο 4 θα παρουσιάσουμε και τα αποτελέσματα τα οποία θα αφορούν δίκτυα τα οποία θα έχουν και την περιοχή πηγής αλλά και την περιοχή προορισμού σε πλήρη τοπολογία. Με αυτό τον τρόπο θα δείξουμε πόσο πολύ επηρεάζει την επιτυχία του αλγορίθμου μας η περιοχή προορισμού και πόσο μπορούν να βελτιωθούν τα αποτελέσματά του εάν με κάποια τεχνική αντλούμε περισσότερες πληροφορίες για το δίκτυο προορισμού χωρίς να επιβαρύνουμε σε μεγάλο βαθμό την πολυπλοκότητα του.

4

Πειραματικά Αποτελέσματα

4.1 Προσομοίωση Τοπολογίας

Για λόγους αξιολόγησης της απόδοσης της Full Mesh τεχνικής μας, η οποία κάνει χρήση του Overlap Factor και του αλγορίθμου εύρεσης disjoint διαδρομών σε multi-domain τοπολογίες, χρησιμοποιήσαμε το εργαλείο BRITE. Με τη βοήθεια αυτού του εργαλείου δημιουργήσαμε τυχαία παραγόμενες τοπολογίες δικτύων πολλών διαχειριστικών περιοχών. Επιλέξαμε τη μέθοδο Barabasi-Albert για να παράγουμε multi-domain γράφους και τη μέθοδο Waxman για την ανάπτυξη του κάθε domain εσωτερικά.

Ο αλγόριθμος Barabasi-Albert παράγει τυχαίους γράφους ελευθέρως κλίμακας (free scale). Τα free scale δίκτυα αναφέρονται σε μια δομή δικτύων τα οποία διαφυλάσσουν τα χαρακτηριστικά της τοπολογίας τους ανεξάρτητα από τον αριθμό των κόμβων τους. Σε τέτοια δίκτυα μερικοί κόμβοι παρουσιάζουν υψηλή πυκνότητα διασύνδεσης με άλλους κόμβους (hubs) συγκροτώντας τον πυρήνα του δικτύου, ενώ οι υπόλοιποι κόμβοι οι οποίοι παρουσιάζουν χαμηλή πυκνότητα διασύνδεσης διαμορφώνουν τις άκρες του. Ο αλγόριθμος προχωρά με την προσθήκη νέων κόμβων στο δίκτυο, έναν κάθε φορά. Κάθε νέος κόμβος συνδέεται με M υπάρχοντες κόμβους με μια πιθανότητα που είναι ανάλογη προς τον αριθμό συνδέσεων του υπάρχοντος κόμβου. Η πιθανότητα P_I ο νέος κόμβος να συνδεθεί με τον κόμβο I είναι:

$$P_I = \frac{k_I}{\sum_J k_J} \quad \text{όπου } k_I \text{ είναι ο βαθμός του κόμβου } I.$$

Βαθμό ενός κόμβου ονομάζουμε τον αριθμό των συνδέσεων που διατηρεί με άλλους κόμβους. Οι βαριά συνδεδεμένοι κόμβοι (hubs) τείνουν να συσσωρεύουν γρήγορα

περισσότερες συνδέσεις, ενώ οι κόμβοι με μόνο μερικές συνδέσεις (κόμβοι με μικρό βαθμό) έχουν πολύ μικρή πιθανότητα να επιλεγούν ως προορισμός για μια νέα σύνδεση. Ως αποτέλεσμα η διανομή βαθμού ακολουθεί το νόμο δύναμης $P_k \cong k^{-3}$.

Η μέθοδος Waxman αναφέρεται στην παραγωγή τυχαίων τοπολογιών χρησιμοποιώντας το πρότυπο πιθανότητας Waxman για τη διασύνδεση των κόμβων. Η μέθοδος προχωρά με την τοποθέτηση των νέων κόμβων σε τετράγωνα ενός πλέγματος τα οποία έχουν μέγεθος 1×1 και ακολούθως με τη σύνδεσή τους με τους m υπάρχοντες κόμβους σύμφωνα με τον τύπο

$$P_{U,V} = a \cdot e^{-d(U,V)/b \cdot L}$$

όπου $d(U,V)$ αποτελεί την ευκλείδεια απόσταση μεταξύ των κόμβων U και V , a και b είναι παράμετροι για τις οποίες ισχύει $0 < a, b < 1$ και L είναι η μέγιστη απόσταση μεταξύ δύο κόμβων. Στις δικές μας προσομοιώσεις χρησιμοποιήσαμε τις αρχικές τιμές του BRITE οι οποίες είναι, $a=0.15$ και $b=0.1$.

Χρησιμοποιώντας τις πιο πάνω παραμέτρους, δημιουργήσαμε διάφορες τυχαίες τοπολογίες με παραμέτρους:

- i. N : τον αριθμό των περιοχών (domains)
- ii. n : τον αριθμό των κόμβων ανά περιοχή
- iii. m : τον αριθμό των εσωτερικών συνδέσεων (intra-domain) σε μια περιοχή, κάθε φορά που ένας νέος κόμβος προστίθεται
- iv. M : τον αριθμό των εξωτερικών συνδέσεων (inter-domain) που συνδέουν δύο διαφορετικές περιοχές, κάθε φορά που προστίθεται ένας κόμβος-domain

Οι τελευταίες δύο παράμετροι έχουν άμεσες επιπτώσεις στην πυκνότητα των συνδέσεων των αντίστοιχων γράφων. Το βάρος κάθε σύνδεσης η οποία συνδέει δύο κόμβους τίθεται ίσο με τη γεωγραφική απόσταση των δύο κόμβων μεταξύ τους. Σημειώνουμε ότι το BRITE παράγει δίκτυα στα οποία όλες οι περιοχές παρουσιάζουν παρόμοια χαρακτηριστικά (μέγεθος, πυκνότητα συνδέσεων). Στα δικά μας πειράματα, επεκτείναμε το BRITE ώστε να παράγει και δίκτυα στα οποία κάθε domain να έχει τα δικά του χαρακτηριστικά. Αυτό έγινε ώστε να δούμε τα αποτελέσματα και σε τοπολογίες που μοιάζουν πιο πολύ σε ένα πραγματικό δίκτυο.

4.2 Αριθμητικά Αποτελέσματα

Το πρώτο σύνολο των πειραμάτων μας πραγματοποιήθηκε επάνω σε δίκτυα τα οποία αποτελούνται από ανόμοιες περιοχές. Σε τέτοια περιβάλλοντα υπάρχουν περιοχές οι οποίες

παρουσιάζουν υψηλή πυκνότητα συνδέσεων και προσφέρουν πολλές επιλογές για disjoint διαδρομές και περιοχές οι οποίες μπορεί να μην είναι σε θέση να προσφέρουν εφεδρικές επιλογές. Για κάθε δίκτυο που δημιουργούμε με τη βοήθεια του BRITE, εκτελούμε τον αλγόριθμο εύρεσης disjoint (ως προς τις συνδέσεις) διαδρομών για τέσσερις περιπτώσεις: (1) Πλήρες δίκτυο χωρίς συνάθροιση τοπολογίας (Full topology), (2) Απλή συνάθροιση τοπολογίας (*FM*), (3) Συνάθροιση τοπολογίας με χρήση του δείκτη επικάλυψης (*FM with OF*), (4) Συνάθροιση τοπολογίας με χρήση του δείκτη επικάλυψης και με την πλήρη γνώση της τοπολογίας των περιοχών πηγής και προορισμού (*Open FM with OF*). Για τις τρεις τελευταίες περιπτώσεις, μετά από κάθε εκτέλεση που πραγματοποιείται, εγκαθιστούμε την πραγματική από άκρο σε άκρο διαδρομή βασισμένη στην εικονική διαδρομή. Ακολουθώντας συγκρίνουμε τις εικονικές διαδρομές με τις πραγματικές στις περιπτώσεις (2), (3), (4) βασισμένοι στις ακόλουθες μετρήσεις:

1. **False Positives:** Επιλέγουμε ένα ζεύγος disjoint διαδρομών στο συναθροισμένο (aggregated) δίκτυο το οποίο δεν είναι υλοποιήσιμο στο πλήρες δίκτυο
2. **False Negatives:** Δε βρίσκουμε κανένα ζεύγος disjoint διαδρομών στο aggregated δίκτυο ενώ στην πραγματικότητα υπάρχει στο πλήρες δίκτυο
3. **True Negatives:** Ανακαλύπτουμε σωστά ότι δεν υπάρχει κανένα υλοποιήσιμο ζεύγος disjoint διαδρομών, βασισμένο στη συναθροισμένη τοπολογία
4. **Missed Weights:** Οι disjoint εικονικές διαδρομές στο aggregated δίκτυο και οι πραγματικές διαδρομές οι οποίες προήλθαν μετά από την εγκατάσταση (βασισμένη στις εικονικές) όπως προαναφέραμε, έχουν διαφορετικά disjoint BW. Αυτό μπορεί να συμβαίνει στις εξής περιπτώσεις:
 - 4.1. Το disjoint BW των δυο disjoint διαδρομών στο aggregated δίκτυο είναι μικρότερο από το 70% του πραγματικού DBW βασισμένου στο πλήρες δίκτυο.
 - 4.2. Το disjoint BW των δυο disjoint διαδρομών στο aggregated δίκτυο είναι μεγαλύτερο κατά 10% από το πραγματικό DBW βασισμένο στο πλήρες δίκτυο.
5. **True Positives:** Οι disjoint διαδρομές στο aggregated δίκτυο και αυτές στο εγκατεστημένο (installed) έχουν το ίδιο disjoint BW (λαμβάνοντας υπόψη τα ποσοστά που αναφέραμε πιο πάνω αντίστοιχα). Αυτές είναι και οι περιπτώσεις που ο αλγόριθμος λειτουργεί άψογα.

Disjoint Paths	Full Mesh	Full Mesh with OF	Open FM with OF
False Negative	0,00%	13,97%	1,09%
Missed Weights	25,06%	6,58%	3,10%
True Positive	74,94%	79,44%	95,56%
No Disjoint Paths	Full Mesh	Full Mesh with OF	Open FM with OF
False Positive	100%	0%	0%
True Negative	0%	100%	100%

Πίνακας 1: Αποτελέσματα *Overlap Factor*

Ο πίνακας 1 παρουσιάζει τα αποτελέσματα του πρώτου συνόλου πειραμάτων. Στις περιπτώσεις όπου υπήρχαν disjoint διαδρομές προς τον κόμβο προορισμού, υπολογίσαμε τα False Negatives, τα Missed Weight και τα True Positives. Στις υπόλοιπες περιπτώσεις, δηλαδή όταν στην πραγματικότητα δεν υπάρχουν υλοποιήσιμες disjoint διαδρομές προς τον κόμβο προορισμού, υπολογίσαμε τα False Positives και τα True Negatives.

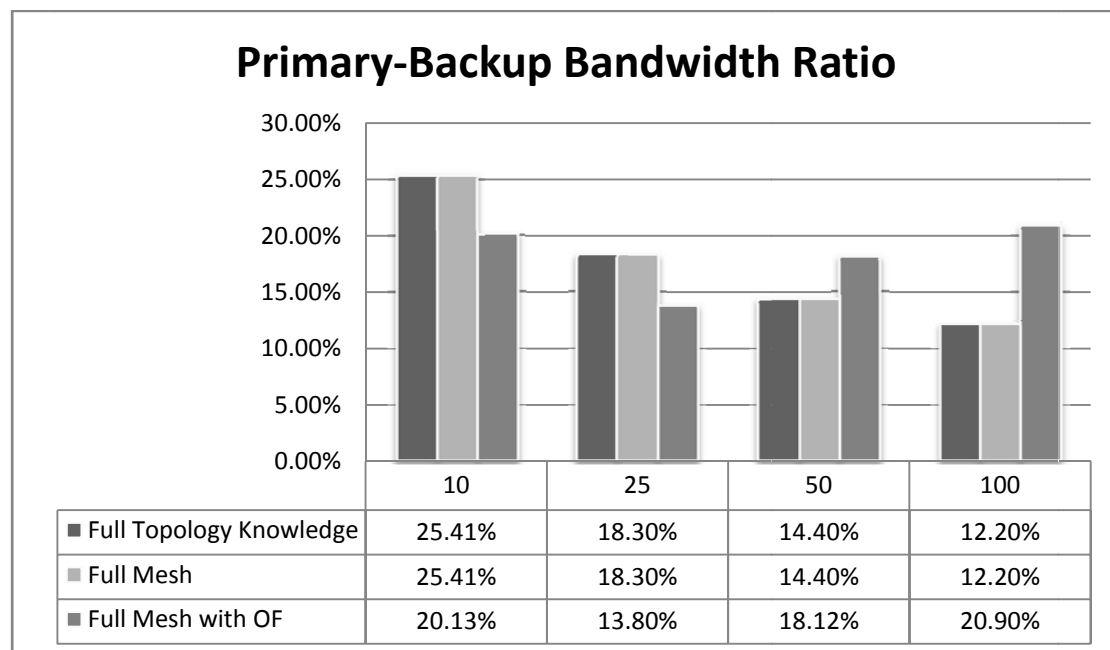
Η τεχνική συνάθροισης του απλού Full Mesh δε δείχνει την επικάλυψη των διαδρομών μεταξύ τους. Έτσι οι αλγόριθμοι που βασίζονται σε αυτή τη μορφή του δικτύου υποθέτουν ότι όλες οι εναλλακτικές επιλογές μπορούν να χρησιμοποιηθούν για τις εφεδρικές συνδέσεις ώστε να δημιουργήσουν την εφεδρική διαδρομή. Η τεχνική FM δεν μπορεί να μας δείξει πότε δεν υπάρχει καμία εφεδρική διαδρομή και δεν μπορεί να ανιχνεύσει εάν η εφεδρική διαδρομή έχει διαφορετικό disjoint BW από αυτό που προτείνεται από την “καλύτερη” διαδρομή ως προς το BW. Στον πίνακα 1 αυτό φαίνεται από το 100% των False Positives και το 25,06% των Missed weights. Το 74,94% των True Positives είναι το ποσοστό των περιπτώσεων όπου οι δύο καλύτερες διαδρομές προς το στόχο είναι πραγματικά disjoint.

Η τεχνική Full Mesh με τον OF εκμεταλλεύεται τις ανακοινώσεις του δείκτη επικάλυψης μεταξύ των διαφόρων περιοχών ώστε να μετρήσει και να υπολογίσει την επικάλυψη των διαδρομών. Ανιχνεύει πάντοτε τις περιπτώσεις όπου δεν υπάρχει κανένα υλοποιήσιμο ζεύγος disjoint διαδρομών (100% true negative) προς τον κόμβο προορισμού και σπάνια παρουσιάζει λανθασμένες τιμές για το disjoint bandwidth συγκρινόμενο με το απλό FM. Εντούτοις λόγω του ότι στον υπολογισμό της τελικής τιμής του OF πήραμε τη μικρότερη τιμή από όλους τους συνδυασμούς των κόμβων συνόρων, ο δείκτης επικάλυψης παρουσιάζεται περιορισμένος προς τα κάτω. Για το λόγο αυτό στα αποτελέσματα του

αλγόριθμοι παρουσιάζονται και περιπτώσεις false negatives όπως εξηγήθηκε πιο πάνω, όταν η περιοχή στόχος είναι αραιή ως προς τις συνδέσεις και τις εναλλακτικές διαδρομές που προσφέρει.

Η εφαρμογή της τεχνικής Open FM με χρήση του OF περιορίζει τις περιπτώσεις των false negatives σε 1,09% (από το 13,97% του απλού FM with OF) οδηγώντας σε ένα αυξημένο ποσοστό true positives της τάξης του 95,56% (από 79,44%).

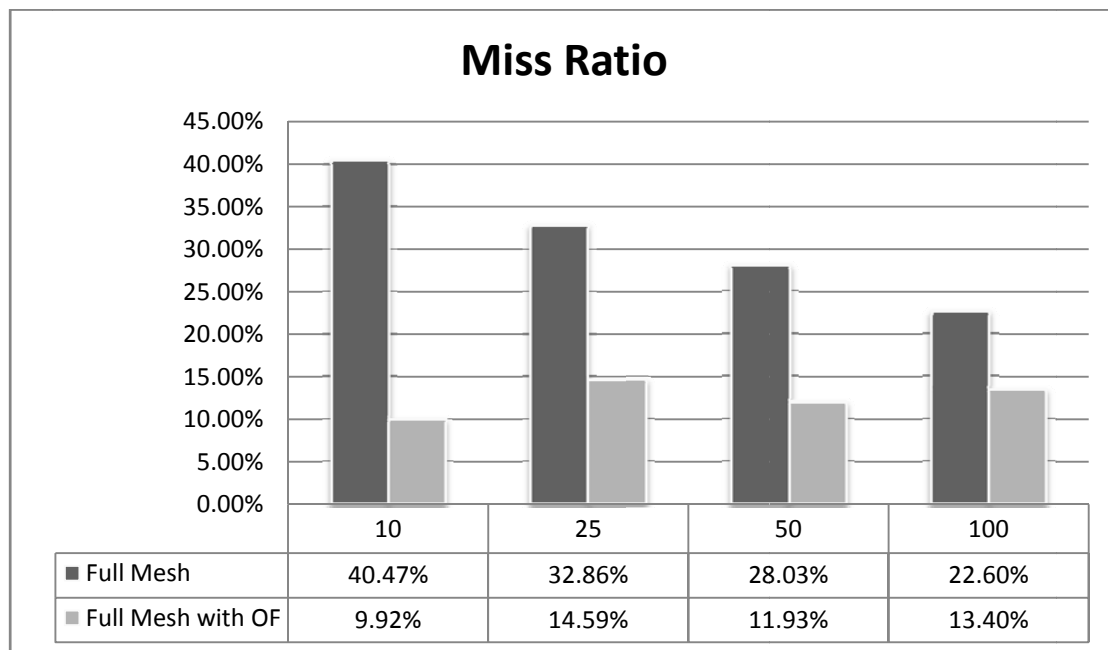
Το δεύτερο σύνολο πειραμάτων εκτελέστηκε σε multi-domain τοπολογίες με τις περιοχές να έχουν παρόμοια χαρακτηριστικά. Σε αυτά τα σενάρια όλες οι περιοχές είχαν το ίδιο μέγεθος με 10 έως 100 κόμβους και ικανοποιητική πυκνότητα συνδέσεων ($m \geq 2$) έτσι ώστε οι αλγόριθμοι συνάθροισης τοπολογίας FM και FM with OF να επιστρέφουν πάντοτε υλοποιήσιμες disjoint διαδρομές προς τον κόμβο προορισμού. Δηλαδή χωρίς να υπάρχουν οι περιπτώσεις που εξετάστηκαν στο πρώτο σύνολο πειραμάτων με την παρουσία false positives, false negatives ή true negatives. Παρ' όλα αυτά μια ένδειξη της ποιότητας των επιστρεφόμενων αποτελεσμάτων δίνουν οι περιπτώσεις όπου έχουμε ενδεχομένως διαφορετικές τιμές για το DBW των διαδρομών.



Σχήμα 4.1: Ισορροπία Primary και Backup διαδρομής ως προς το BW.

Το σχήμα 4.1 παρουσιάζει την ισορροπία μεταξύ του bandwidth της primary και της backup διαδρομής για τρεις περιπτώσεις: Στο πλήρες δίκτυο (Full topology), στο FM δίκτυο και στο FM δίκτυο με χρήση του δείκτη επικάλυψης. Η ισορροπία επηρεάζεται από το μέγεθος των περιοχών οδηγώντας σε καλύτερα ισορροπημένα disjoint μονοπάτια καθώς το μέγεθος και οι

διαθέσιμες επιλογές διαδρομών αυξάνονται. Αυτό φαίνεται αν παρατηρήσουμε τα αποτελέσματα για το πλήρες δίκτυο και το απλό FM. Παρόλα αυτά, μελετώντας το σχήμα παρατηρούμε κάποιες μικρές διακυμάνσεις στην ισορροπία καθώς αυξάνεται το μέγεθος των περιοχών στην περίπτωση του FM with OF. Αυτό το αποτέλεσμα δεν είναι και τόσο παράξενο για μικρές διακυμάνσεις αν σκεφτούμε τον περιορισμό του OF προς τα κάτω κατά τη διαδικασία υπολογισμού του. Από τη μια πλευρά, μπορεί αυξάνοντας το μέγεθος του κάθε domain να αυξάνονται και οι επιλογές για τις συνδέσεις, όμως αυτό μπορεί να σημαίνει ταυτόχρονα προσθήκη συνδέσεων οι οποίες να περιορίσουν ακόμα πιο πολύ το δείκτη επικάλυψης, καθώς αυτό που αυξάνεται είναι το μέγεθος των κόμβων και όχι η πυκνότητα των συνδέσεων ($m=2$).



Σχήμα 4.2: Ποσοστά σφάλματος.

Το σχήμα 4.2 παρουσιάζει το ποσοστό των σφαλμάτων ως το ποσοστό των disjoint διαδρομών οι οποίες έχουν διαφορετικό disjoint BW στην εικονική συναθροισμένη τους έκδοση και στην πραγματική τους έκδοση μετά την εγκατάσταση των πραγματικών συνδέσεων. Στην περίπτωση του απλού FM, δεν έχουμε καμία ένδειξη εάν οι εικονικές συνδέσεις είναι disjoint ή όχι. Αυτό έχει ως αποτέλεσμα να παρουσιάζει μέση τιμή miss ratio ίση με **30.99%**. Αντίθετα η χρήση του OF περιορίζει αυτό το ποσοστό σε μια μέση τιμή ίση με **12.46%**.

Συνοψίζοντας τις παρατηρήσεις από τα πειράματα που εκτελέστηκαν στα διάφορα δίκτυα, συμπεραίνουμε ότι η προσθήκη του δείκτη επικάλυψης (1) επιτρέπει την ανίχνευση disjoint

διαδρομών σε μια συναθροισμένη άποψη του δικτύου μέσα σε λογικά περιθώρια λάθους, (2) δείχνει πάντοτε εάν δεν υπάρχει κανένα ζευγάρι disjoint διαδρομών προς οποιοδήποτε στόχο και (3) παρέχει ισοροπημένα BW μεταξύ της αρχικής (primary) και της εφεδρικής (secondary) διαδρομής.

5

Συμπεράσματα

Παρουσιάσαμε μια τεχνική συνάθροισης τοπολογίας (Full Mesh with Overlap Factor) και έναν αλγόριθμο εύρεσης ανθεκτικών disjoint διαδρομών σε multi-domain connection oriented δίκτυα. Η προσέγγισή μας προσδιορίζει δύο διαδρομές από άκρο σε άκρο, οι οποίες διασχίζουν διάφορες περιοχές. Η πρώτη διαδρομή η οποία κουβαλάει την κίνηση του δικτύου ονομάζεται primary διαδρομή ενώ η δεύτερη χρησιμοποιείται ως εφεδρική (backup). Οι εφεδρικές διαδρομές είναι ανεξάρτητες ως προς τις συνδέσεις (link disjoint) και προστατεύουν τις αρχικές διαδρομές σε περιπτώσεις βλάβης κάποιας σύνδεσης, είτε εσωτερικά σε μια περιοχή είτε σε συνδέσεις διά-περιοχών. Οι εσωτερικές λεπτομέρειες των περιοχών δε διαφημίζονται μεταξύ των διαφόρων περιοχών για λόγους εξελιξιμότητας και μυστικότητας των πληροφοριών των περιοχών. Το πρώτο σκεπτικό προστατεύει τους πόρους του δικτύου από μια αυξημένη ροή πληροφοριών από το δίκτυο. Αν κάθε δίκτυο έπρεπε να διαφημίζει τα χαρακτηριστικά κάθε σύνδεσης και κάθε κόμβου του στο υπόλοιπο δίκτυο θα σπαταλούσε πολύτιμους πόρους. Το δεύτερο σκεπτικό υπαγορεύεται από την απροθυμία της διαχείρισης κάθε περιοχής να εκθέσει ευαίσθητες πληροφορίες σε τρίτους. Κατά συνέπεια η εγκατάσταση disjoint διαδρομών μπορεί να βασιστεί στη γνώση μόνο της κατάστασης των συνδέσεων που ενώνουν δύο διαφορετικές περιοχές και σε μια συναθροισμένη μορφή των διαφόρων περιοχών.

Επιλέξαμε ως βάση του αλγορίθμου μας το μοντέλο συνάθροισης τοπολογίας Full Mesh (FM) στο οποίο οι περιοχές διαφημίζουν τα bandwidth που συνδέονται με όλα τα πιθανά ζευγάρια των κόμβων συνόρων και κάθε ζευγάρι παρουσιάζεται σαν μια εικονική σύνδεση που ενώνει τους δύο κόμβους. Για να μπορέσουμε να συμπεριλάβουμε στον αλγόριθμό μας την ικανότητα να χειρίζεται απαιτήσεις για εύρεση disjoint διαδρομών, δεδομένου ότι οι απαραίτητες πληροφορίες κρύβονται από την FM μορφή του δικτύου, έπρεπε να ενισχύσουμε το μοντέλο συσχετίζοντας κάθε ζευγάρι κόμβων συνόρων με μια δεύτερη παράμετρο, το

δείκτη επικάλυψης (OF). Αυτός ο δείκτης αποτελεί μια πρόσθετη παράμετρο για την κάθε εικονική σύνδεση που ποσολογεί την επικάλυψη των “καλύτερων” διαδρομών (ως προς το BW) που διαφημίζονται ως εικονικές συνδέσεις από τις διάφορες περιοχές. Η χρήση του OF παρέχει ένα κάτω όριο στο disjoint bandwidth των διαδρομών. Αυτό εξασφαλίζει ότι όταν ένας αλγόριθμος κατάστασης ζεύξης εκμεταλλεύεται τον δείκτη επικάλυψης, είναι σε θέση να ανιχνεύει πάντοτε την έλλειψη εφεδρικής πορείας για τον υπολογισμό του disjoint ζεύγους διαδρομών προς οποιοδήποτε στόχο και ότι κάθε πορεία που προσδιορίζεται θα έχει DBW (disjoint bandwidth) μεγαλύτερο ή ίσο από αυτό που υπολογίζεται με τον αλγόριθμο εύρεσης disjoint διαδρομών σε multi-domain τοπολογίες. Ενώ είναι δυνατόν να χαθούν κάποιες πιο βέλτιστες διαδρομές, η προκύπτουσα προσέγγιση “**FM with OF**” σχεδιάστηκε για να ανταλλάσει σε κάποιο επιθυμητό βαθμό βέλτιστες διαδρομές για χάρη της αποδοτικότητας.

Τα αποτελέσματα από τις εκτενείς προσομοιώσεις που εκτελέσαμε έδειξαν ότι η προσέγγιση **FM with OF** πετυχαίνει ένα υψηλό ποσοστό επιτυχίας, ενώ αποτυγχάνει να προσδιορίσει σωστά τις διαδρομές κυρίως στις περιπτώσεις που η περιοχή προορισμού (target domain) είναι αραιά συνδεδεμένη. Με την εκτέλεση προσομοιώσεων και σε δίκτυα όπου το target domain είχε την πραγματική του πλήρη τοπολογία, είδαμε ότι είχαμε πολύ μεγάλη βελτίωση στο ποσοστό του σωστού προσδιορισμού των disjoint διαδρομών. Με αυτό το αποτέλεσμα ως δεδομένο θα μπορούσαμε, χωρίς να αυξήσουμε ιδιαίτερα την πολυπλοκότητα του αλγορίθμου μας και την ποσότητα των δεδομένων που ανταλλάσσονται μεταξύ των περιοχών να ενισχύσουμε την προσέγγισή μας. Αυτό θα μπορούσε να γίνει δίνοντας τη δυνατότητα στον αλγόριθμο να ζητά επιπλέον στοιχεία τοπολογίας από την περιοχή προορισμού όταν αυτή διαφημίζει πολύ μικρές τιμές για το δείκτη επικάλυψης.

6

Βιβλιογραφία

- [1] Angelos Lenis & Vasilis Maglaris, A Topology Aggregation Model for Resilient Path Finding in Multi-Domain Connection Oriented Networks.
- [2] Adrian Farrel and Igor Bryskin, GMPLS Architecture and Applications.
- [3] Jeff Doyle & Jennifer DeHaven Carroll, Routing TCP/IP, Volume I & II (CCIE Professional Development).
- [4] Shen Shu, Algorithms for Diverse Routing, Network Technology Research Center.
- [5] Suleyman Uludag, King-Shan Lui, Klara Nahrstedt, Greg Brewster, Comparative Analysis of Topology Aggregation Techniques and Approaches for the Scalability of QoS Routing, pp.3-15.
- [6] Almas Ansari, Topology Aggregation and Multi-Constrained Quality of Service Routing.
- [7] Harry G. Perros, Connection-Oriented Networks, SONET/SDH, ATM, MPLS and Optical Networks.
- [8] Torsten Tholey, Finding Disjoint Paths on Directed Acyclic Graphs.
- [9] Ιάκωβος Βενιέρης, Τεχνολογίες Διαδικτύου.
- [10] S. Secci, J.-L. Rougier and A. Pattavina, On the Selection of Optimal Diverse AS-paths for Inter-domain IP/(G)MPLS Tunnel Provisioning, in proceedings of the 4th International Telecommunication Networking Workshop on QoS in Multiservice IP Networks (IT-NEWS 2008), February 2008, pp.235-241.

- [11] F. Ricciato, U. Monaco and D. Ali, Distributed Schemes for Diverse Path Computation in Multidomain MPLS Networks, *IEEE Communications Magazine*, vol.43, no.6, June 2005, pp. 138-146.
- [12] A. Farkas, J. Szigeti and T. Cinkler, P-cycle Based Protection Schemes for Multi-domain Networks, in proceedings of the 5th International Workshop on Design of Reliable Communication Networks (DRCN 2005), October 2005.
- [13] M. Yannuzzi, X. Masip-Bruin, S. Sanchez, J. Domingo-Pascual, A. Orda and A. Sprintson, On the Challenges of Establishing Disjoint QoS IP/MPLS Paths across Multiple Domains, *IEEE Communications Magazine*, vol.44, no.12, December 2006, pp.60-66.
- [14] A. Sprintson, M. Yannuzzi, A. Orda and X. Masip-Bruin, Reliable Routing with QoS Guarantees for Multi-Domain IP/MPLS Networks, in proceedings of INFOCOM '07, May 2007, pp.1820-1828.
- [15] M. Kodialam. and T. V. Lakshman, Dynamic Routing of Restorable Bandwidth-Guaranteed Tunnels using Aggregated Network Resource Usage Information, *IEEE/ACM Transactions on Networking*, vol. 11, issue 3, June 2003, pp. 399-410.
- [16] B. Jaumard and Dieu Linh Truong, Backup Path Re-optimizations for Shared Path Protection in Multi-domain Networks, in proceeding of GLOBECOM'06, November 2006, pp. 1-6.
- [17] Dieu-Linh Truong and B. Jaumard, Using Topology Aggregation for Efficient Shared Segment Protection Solutions in Multi-Domain Networks, *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, vol. 25, no. 9, December 2007, pp.96-107.
- [18] Dieu-Linh Truong and B. Jaumard, Multidomain Optical Networks: Issues and Challenges - Recent Progress in Dynamic Routing for Shared Protection in Multidomain Networks, *IEEE Communications Magazine*, vol. 46, no. 6, June 2008, pp. 112-119.