



ΕΘΝΙΚΟ ΜΕΤΣΟΒΙΟ ΠΟΛΥΤΕΧΝΕΙΟ

ΣΧΟΛΗ ΗΛΕΚΤΡΟΛΟΓΩΝ ΜΗΧΑΝΙΚΩΝ ΚΑΙ ΜΗΧΑΝΙΚΩΝ
ΥΠΟΛΟΓΙΣΤΩΝ

ΤΟΜΕΑΣ ΕΠΙΚΟΙΝΩΝΙΩΝ, ΗΛΕΚΤΡΟΝΙΚΗΣ ΚΑΙ ΣΥΣΤΗΜΑΤΩΝ
ΠΛΗΡΟΦΟΡΙΚΗΣ

ΕΝΣΩΜΑΤΩΣΗ ΕΙΚΟΝΙΚΩΝ ΔΙΚΤΥΩΝ ΣΕ ΔΙΑΜΟΙΡΑΖΟΜΕΝΕΣ ΦΥΣΙΚΕΣ ΥΠΟΔΟΜΕΣ

ΔΙΔΑΚΤΟΡΙΚΗ ΔΙΑΤΡΙΒΗ

ΤΟΥ

ΑΡΗ Δ. ΛΕΙΒΑΔΕΑ

ΑΘΗΝΑ
ΜΑΙΟΣ 2015



ΕΘΝΙΚΟ ΜΕΤΣΟΒΙΟ ΠΟΛΥΤΕΧΝΕΙΟ

ΣΧΟΛΗ ΗΛΕΚΤΡΟΛΟΓΩΝ ΜΗΧΑΝΙΚΩΝ ΚΑΙ ΜΗΧΑΝΙΚΩΝ ΥΠΟΛΟΓΙΣΤΩΝ

ΤΟΜΕΑΣ ΕΠΙΚΟΙΝΩΝΙΩΝ, ΗΛΕΚΤΡΟΝΙΚΗΣ ΚΑΙ ΣΥΣΤΗΜΑΤΩΝ
ΠΛΗΡΟΦΟΡΙΚΗΣ

ΕΝΣΩΜΑΤΩΣΗ ΕΙΚΟΝΙΚΩΝ ΔΙΚΤΥΩΝ ΣΕ ΔΙΑΜΟΙΡΑΖΟΜΕΝΕΣ ΦΥΣΙΚΕΣ ΥΠΟΔΟΜΕΣ

ΔΙΔΑΚΤΟΡΙΚΗ ΔΙΑΤΡΙΒΗ

του

ΑΡΗ Δ. ΛΕΙΒΑΔΕΑ

Διπλωματούχος Ηλεκτρολόγος Μηχανικός και Τεχνολογίας Υπολογιστών
Πανεπιστημίου Πατρών (2008)

MSc in Mobile and Personal Communications
King's College London (2009)

Επιβλέπων: Συμεών Παπαβασιλείου
Καθηγητής ΕΜΠ

Εγκρίθηκε από την επταμελή εξεταστική επιτροπή την.....

.....
Σ. Παπαβασιλείου
Καθηγητής ΕΜΠ

.....
Β. Μάγκλαρης
Καθηγητής ΕΜΠ

.....
Ι. Ρουσσάκη
Επ. Καθηγήτρια ΕΜΠ

.....
Π. Τσανάκας
Καθηγητής ΕΜΠ

.....
Θ. Βαρβαρίγου
Καθηγήτρια ΕΜΠ

.....
Μ. Θεολόγου
Καθηγητής ΕΜΠ

.....
Π. Δεμέστιχας
Καθηγητής Παν. Πειραιώς

ΑΘΗΝΑ
ΜΑΙΟΣ 2015

.....
Άρης Δ. Λειβαδέας

Υποψήφιος Διδάκτωρ Σχολής Ηλεκτρολόγων Μηχανικών και Μηχανικών Ε.Μ.Π.

Copyright © Άρης Δ. Λειβαδέας, 2015

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 Μετσόβιου Πολυτεχνείου.

Περίληψη

Στην παρούσα διδακτορική διατριβή αναλύεται το πρόβλημα της κατανομής εικονικών πόρων σε φυσικές υποδομές. Στο πρώτο μέρος, παρουσιάζεται η θεωρία των εικονικών δικτύων και το πρόβλημα της ενσωμάτωσης εικονικών δικτύων. Έμφαση δίνεται στις προκλήσεις και στους περιορισμούς που έχει να αντιμετωπίσει το πρόβλημα που μελετάται. Ακολουθεί η περιγραφή των τεχνικών και αλγορίθμων που μπορούν να χρησιμοποιηθούν για την αντιμετώπιση των δυσκολιών που ανακύπτουν. Στην συνέχεια παρουσιάζεται το πρόβλημα της βέλτιστης ενσωμάτωσης εικονικών δικτύων για την κατανομή ετερογενών υπολογιστικών και δικτυακών πόρων της φυσικής υποδομής σε πραγματικό χρόνο. Συγκεκριμένα, προτείνεται ένας αλγόριθμος για την αντιστοίχιση των εικονικών πόρων, ενώ χρησιμοποιείται και επεκτείνεται ένας κατάλληλος προσομοιωτής για την αξιολόγηση και σύγκριση του με άλλες τεχνικές.

Το δεύτερο κομμάτι της διατριβής, αντιμετωπίζει το πρόβλημα της ανάθεσης πόρων σε περίπτωση ύπαρξης πολλαπλών ομόσπονδων υποδομών. Αναπτύσσεται ένας αποδοτικός, γρήγορος και εύκολα υλοποιήσιμος αλγόριθμος για την τμηματοποίηση ενός εικονικού δικτύου και την ανάθεση πόρων από ένα σύνολο ετερογενών υποδομών με την χρήση μιας κατάλληλης μεταερευτικής τεχνικής.

Η διατριβή συνεχίζεται με την μελέτη των κοινωνικών χαρακτηριστικών του δικτύου κατά την ενσωμάτωση του εικονικού δικτύου. Συγκεκριμένα αναπτύσσεται ένας αλγόριθμος ενσωμάτωσης εικονικών δικτύων λαμβάνοντας υπόψη την σημαντικότητα των κόμβων της φυσικής υποδομής ώστε να εξαχθεί μια αποδοτική λύση και να χρησιμοποιηθούν οι φυσικοί πόροι της υποδομής όσο το δυνατόν πιο αποδοτικά γίνεται.

Λαμβάνοντας υπόψη τα ενθαρρυντικά αποτελέσματα από την χρήση των κοινωνικών χαρακτηριστικών του φυσικού δικτύου κατά την διάρκεια της ενσωμάτωσης των εικονικών δικτύων, η διατριβή συνεχίζει με την ανάπτυξη μιας εφαρμογής δημιουργίας δικτύων διανομής περιεχομένου πάνω από εικονικές υποδομές, κάνοντας χρήση της ανάλυσης των κοινωνικών δικτύων. Ο αλγόριθμος που αναπτύσσεται λαμβάνει υπόψη τόσο τους περιορισμούς και τις προκλήσεις της ενσωμάτωσης

εικονικών δικτύων όσο και τις προκλήσεις και τους περιορισμούς που προκύπτουν από τα ίδια τα δίκτυα διανομής περιεχομένου. Στόχος είναι να δημιουργηθεί ένα αποτελεσματικό δίκτυο το οποίο να απαιτεί ένα χαμηλό κόστος ανάπτυξης και λειτουργίας ενώ ταυτόχρονα να παρέχει την κατάλληλη ποιότητα υπηρεσίας προς τους τελικούς χρήστες. Αρχικά η προτεινόμενη λύση αξιολογείται μέσω προσομοίωσης για περίπτωση ύπαρξης πολλαπλών υποδομών σε ενσύρματο περιβάλλον. Στην συνέχεια η λύση επεκτείνεται και αξιολογείται σε πραγματικό χρόνο πάνω από ένα σύνολο ασύρματων πειραματικών πλατφόρμων, με στόχο την επαλήθευση της σωστής λειτουργίας αλλά και την ανάπτυξη και δημιουργία μιας κατάλληλης αρχιτεκτονικής για την σχεδίαση, ενσωμάτωση και λειτουργία των δικτύων διανομής περιεχομένου σε ένα περιβάλλον εικονικοποίησης.

Τέλος η διατριβή αυτή αναγνωρίζει το πρόβλημα της αυξημένης κατανάλωσης ενέργειας που παρατηρείται στο περιβάλλον εικονικοποίησης και μελετά πως η αποδοτική κατανομή των πόρων μπορεί να συμβάλλει στην μείωση του οικολογικού και λειτουργικού κόστους της φυσικής υποδομής. Για τον λόγο αυτό αναγνωρίζονται οι κύριες πηγές κατασπατάλησης ισχύος στους πόρους της φυσικής υποδομής, ενώ προτείνεται ένας κατάλληλος αλγόριθμος με στόχο την μείωση της συνολικής κατανάλωσης ισχύος χωρίς να επηρεάζεται η απόδοση της λύσης ως προς την παρεχόμενη ποιότητα υπηρεσίας και την αποδοτική κατανομή των πόρων. Τέλος παρουσιάζονται τα συμπεράσματα και οι μελλοντικές κατευθύνσεις της διατριβής.

Λέξεις Κλειδιά: Κατανομή Πόρων, Ανάθεση Πόρων, Εικονικοποίηση, Ενσωμάτωση Εικονικών Δικτύων, Υπολογιστικό Νέφος, Ποιότητα Υπηρεσίας, Ομόσπονδες Υποδομές, Εικονικοποιημένες Υποδομές, Κοινωνικά Ενήμεροι Αλγόριθμοι, Δίκτυα Διανομής Περιεχομένου, Αλγόριθμοι Τοποθέτησης Διακομιστών Αναπαραγωγής, Ενεργειακά Ενήμεροι Αλγόριθμοι, Τεχνικές Ενοποίησης Διακομιστών

Abstract

In the present PhD thesis, analysis and evaluation of the resource allocation problem of virtual resources over physical infrastructures is conducted. In the first part of the thesis, an introduction to the theory of virtual networks and the problem of virtual network embedding is presented. Emphasis is placed on the emerging challenges as well as the limitations that the problem needs to overcome. Following, a presentation of a virtual network embedding methodology is made that can facilitate the allocation of a heterogeneous pool of resources over a physical infrastructure in real time. Specifically, a new resource mapping algorithm is proposed, while a simulator is used and extended to evaluate and compare the algorithm with other existing techniques.

The second part of the study deals with the problem of resource allocation in case of multiple federated physical infrastructures. A new simple and efficient partitioning algorithm of a virtual request is developed for the virtual resource allocation over a set of heterogeneous physical infrastructures.

Following, the study is extended by incorporating the social-oriented characteristics of the physical infrastructure during the virtual network embedding. Specifically, a new virtual network embedding algorithm is developed, taking into consideration the popularity of the physical nodes of the underlying infrastructure. This way a solution closer to the optimal can be produced leveraging the efficient utilization of the physical resources.

Taking into account, the promising results from the integration of social-oriented characteristics of the physical infrastructure during the solution, the study continues with the design and development of a content delivery network application over virtualized infrastructures, while using the social network analysis. The new embedding algorithm needs to take into consideration both the constraints and challenges of the virtual network embedding as well as the constraints and challenges that the traditional content delivery networks pose. The new objective is to design an effective virtual network with low development and operational cost, while providing the appropriate level of Quality of Service to the end users. Initially, the proposed framework is evaluated through an appropriate set of experiments in case of multiple

federated physical wired infrastructures. Following, the framework is extended and evaluated in real time over a set of wireless experimental testbeds. The goal is to validate the feasibility of the solution, while developing a new hierarchical architecture for the design, embedding and operation of the virtual content delivery network.

The last part of the thesis identifies the issues rising from the growing power consumption in the physical infrastructures. Specifically, it is considered how an efficient resource allocation scheme can contribute to the reduction of the power consumption and the operational cost of the physical infrastructure. Towards this direction, firstly the main sources of power consumption in the physical infrastructure are identified, while a new algorithm is proposed with the objective of minimizing the total power consumption without however reducing the level of quality of service provided and the efficient allocation of the physical resources. Finally, the thesis presents the main conclusions of the study along with interesting future challenges.

Keywords: Resource Allocation, Resource Mapping, Virtualization, Virtual Network Embedding, Cloud Computing, Quality of Service, Federated Infrastructures, Virtualized Infrastructures, Socio-aware Algorithms, Content Delivery Networks, Surrogate Placement Algorithms, Energy-aware Algorithms, Server Consolidation

Ευχαριστίες

Αρχικά θα ήθελα να ευχαριστήσω και να εκφράσω την ιδιαίτερη ευγνωμοσύνη μου στον επιβλέποντα καθηγητή μου κ. Συμεών Παπαβασιλείου. Η συνεχής στήριξη, βοήθεια και καθοδήγηση κατέστησαν δυνατή την ολοκλήρωση των διδακτορικών μου σπουδών αλλά και εφιαλτήριο για την συνέχεια της σταδιοδρομίας μου. Το άριστο επίπεδο συνεργασίας, κατανόησης και οι καίριες συμβουλές του με βοήθησαν στην εξέλιξη μου σαν μηχανικό αλλά και σαν επιστήμονα.

Θα ήθελα επίσης να ευχαριστήσω τον διευθυντή του εργαστηρίου κ. Βασίλη Μάγκλαρη για την παροχή όλων των απαραίτητων συνθηκών για την δημιουργία ενός άριστου εργασιακού περιβάλλοντος αλλά και το ενδιαφέρον που επέδειξε για την πορεία της διατριβής μου όλα αυτά τα χρόνια.

Επιπλέον, θα ήθελα να ευχαριστήσω την Χρύσα Παπαγιάννη που δίχως αυτήν το επίπεδο της διατριβής αυτής δεν θα ήταν το ίδιο.

Στην συνέχεια θα ήθελα να ευχαριστήσω τους υπόλοιπους συναδέλφους μου: Γιώργο Ανδρουλιδάκη, Βασίλη Καρυώτη, Βαγγέλη Ανυφαντή, Έλενα Στάη, Αλέξανδρο Σιούγγαρη, Χρήστο Αργυρόπουλο, Γιάννο Κρύφτη, Στέλλα Καφετζόγλου, Κώστα Τρούλο, Ειρήνη Τσιροπούλου, Άγγελο Καπουκάκη, Κώστα Γιώτη, Γιώργο Αριστομενόπουλο, Γιώργο Κατσίνη, Βασιλική Πουλή, Κώστα Μαρίνο, Βασίλη Μερεκούλια, Μαίρη Γραμματικού και Μαίρη Γιατίλη για την συνεργασία τους και την αρμονική συμβίωση όλα αυτά τα χρόνια.

Επιπρόσθετα, θα ήθελα να ευχαριστήσω για την οικονομική ενίσχυση που μου προσέφερε μέσω υποτροφίας, τον Ειδικό Λογαριασμό Κονδυλίων Έρευνας (ΕΛΚΕ) του ΕΜΠ αλλά και τα ευρωπαϊκά προγράμματα NOVI, Openlab και Fed4FIRE που ανήκουν στο FIRE initiative στα οποία βασίστηκε μεγάλο μέρος της διατριβής αυτής.

Επίσης θα ήθελα να ευχαριστήσω τους καλούς μου φίλους, Αλέξη, Βένα, Θανάση, Μάικ και Στέλιο που με στήριξαν και συνεχίζουν να με στηρίζουν όλα αυτά τα χρόνια. Επιπλέον θα ήθελα να ευχαριστήσω τους φίλους μου Carlos, Carolina και Marta για όλα τα ταξίδια που έχουμε κάνει και τις πολύτιμες ώρες που περάσαμε μαζί.

Τέλος θα ήθελα να ευχαριστήσω την οικογένεια μου και ιδίως τα αδέρφια μου Παύλο και Νίκο για την αμέριστη συμπαράσταση και ενίσχυση που μου πρόσφεραν. Η διατριβή αυτή είναι αφιερωμένη σε αυτούς.

Στον Παύλο και στον Νίκο ...

Πίνακας Περιεχομένων

Κατάλογος Συντμήσεων	16
Κατάλογος Σχημάτων	19
Κατάλογος Πινάκων	21
Κεφάλαιο 1 – Εισαγωγή στα Στοιχεία Θεωρίας Εικονικών Δικτύων	23
1.1 Εικονικά Δίκτυα	23
1.2 Πλεονεκτήματα Εικονικών Δικτύων	24
1.3 Περιβάλλον Εικονικών Δικτύων	25
1.4 Εικονικά Δίκτυα και Υπολογιστικό νέφος	27
1.5 Παροχή Εικονικών Δικτύων	28
1.6 Ενσωμάτωση Εικονικών Δικτύων	30
1.7 Προκλήσεις Ενσωμάτωσης Εικονικών Δικτύων	32
1.8 Συμβολή και Διάρθρωση Παρούσας Διατριβής	33
Κεφάλαιο 2 – Μέθοδοι Επίλυσης και Αποτίμησης Τεχνικών Ενσωμάτωσης Εικονικών Δικτύων	37
2.1 Μοντέλα και Μέθοδοι	37
2.1.1 ΕΕΔ σε πραγματικό και μη πραγματικό χρόνο	37
2.1.2 ΕΕΔ σε μία ή δύο φάσεις	38
2.1.3 Έλεγχος αποδοχής κατά την ΕΕΔ	39
2.1.4 Ετερογενείς Πόροι Εικονικών Δικτύων	39
2.1.5 Τοπολογίες Εικονικών Δικτύων	39
2.1.6 Κατανεμημένη ΕΕΔ	40
2.1.7 Δυναμική ΕΕΔ	40
2.1.8 Τμηματοποίηση Εικονικών Δικτύων	41
2.1.9 Τεχνικές Επίλυσης ΕΕΔ	42
Κεφάλαιο 3 – Βέλτιστη Κατανομή Εικονικών Πόρων σε Έναν Πάροχο Υποδομής	45
3.1 Εισαγωγή	45
3.2 Μοντελοποίηση και Επίλυση του Προβλήματος	46
3.2.1 Αντιστοίχιση Εικονικών Πόρων	47
3.2.2 Εγγυημένη/Ασθενής Ποιότητα Υπηρεσίας στους Υπολογιστικούς Πόρους	49
3.2.3 Μοντελοποίηση Μεικτού Ακέραιου Προγραμματισμού	49
3.2.4 Επίλυση Προβλήματος Μεικτού Ακέραιου Προγραμματισμού	52
3.2.5 Ευρετικοί Άπληστοι Αλγόριθμοι	53

3.3 Περιβάλλον Προσομοίωσης.....	54
3.4 Αποτίμηση Απόδοσης.....	57
3.4.1 Ρύθμιση Πειράματος και Μετρικά Στοιχεία.....	57
3.4.2 Αριθμητικά Αποτελέσματα και Σύγκριση.....	59
Κεφάλαιο 4 – Τμηματοποίηση Εικονικών Δικτύων πάνω από Διασυνδεδεμένους Παρόχους Υποδομής	65
4.1 Εισαγωγή	65
4.2 Μοντέλα και Μέθοδοι.....	67
4.3 Μοντελοποίηση και Επίλυση του Προβλήματος	68
4.3.1 Αντιστοίχιση Πόρων	68
4.3.2 Ορισμός Κόστους Τμηματοποίησης.....	70
4.3.3 Επαναλαμβανόμενη Τοπική Αναζήτηση	74
4.3.4 Βέλτιστη Τμηματοποίηση Αιτήματος Εικονικού Δικτύου	76
4.3.5 Βέλτιστη εσωτερική ενσωμάτωση τμήματος εικονικού δικτύου	77
4.4 Αποτίμηση Απόδοσης και Αποτελέσματα.....	77
4.4.1 Ρύθμιση Πειράματος.....	78
4.4.2 Πείραμα 1: Αξιολόγηση της Τμηματοποίησης.....	79
4.4.3 Πείραμα 2: Αξιολόγηση της Λύσης ΕΕΔ	84
Κεφάλαιο 5 – Κοινωνικά Ενήμερη Ενσωμάτωση Εικονικών Δικτύων	89
5.1 Εισαγωγή	89
5.2 Μοντελοποίηση του Προβλήματος	91
5.2.1 Κοινωνικά Μετρικά Στοιχεία	91
5.2.2 Κοινωνικά Μετρικά Στοιχεία και ΕΕΔ.....	92
5.2.3 Επίλυση Κοινωνικά-Ενήμερης ΕΕΔ.....	94
5.3 Αποτίμηση Απόδοσης Κοινωνικά-Ενήμερης ΕΕΔ.....	95
Κεφάλαιο 6 – Δίκτυα Διανομής Περιεχομένου Προσανατολισμένα στο Νέφος	101
6.1 Εισαγωγή	101
6.2 Μοντέλα και Μέθοδοι.....	103
6.3 Ιεραρχικό Πλαίσιο Εργασίας CCDN	105
6.4 Μοντελοποίηση του Προβλήματος	110
6.4.1 Ορισμός Πλαισίου Εργασίας ενός CCDN: Μια προσέγγιση από τη βάση	110
6.4.2 Ανάθεση ομάδας εξυπηρέτησης σε πάροχο νέφους.....	112
6.4.3 Εικονική Ανάθεση Διακομιστών Αναπαραγωγής σε κάθε ομάδα εξυπηρέτησης.....	115
6.4.4 Κόστος Ανάπτυξης CCDN.....	121

6.5 Αποτίμηση Απόδοσης.....	122
6.5.1 Ρύθμιση Πειράματος.....	123
6.5.2 Συγκριτικά Αποτελέσματα.....	126
Κεφάλαιο 7 – Πειραματική Ανάπτυξη και Εφαρμογή Δικτύων Διανομής Περιεχομένου Βασισμένα στην Ανάλυση Κοινωνικών Δικτύων	133
7.1 Εισαγωγή	133
7.2 Εικονική Ανάθεση Διακομιστών Αναπαραγωγής.....	135
7.3 Πλαίσιο Εργασίας SAViNE: Σχεδιασμός, Ανάπτυξη και Λειτουργία του CCDN.....	136
7.3.1 Αρχιτεκτονική Πειράματος.....	137
7.4 Εκτέλεση Πειράματος και Αποτίμηση Απόδοσης	140
7.4.1 Μετρικά Στοιχεία Αποτίμησης Απόδοσης.....	141
7.4.2 Επαλήθευση Λειτουργίας.....	142
7.4.2 Αξιολόγηση Επαναληψιμότητας	147
7.4.3 Επαλήθευση Κλιμάκωσης	151
Κεφάλαιο 8 – Ενεργειακά Ενήμερη Ενσωμάτωση Εικονικών Δικτύων	159
8.1 Εισαγωγή	159
8.2 Μοντέλα Κατανάλωσης Ισχύος	161
8.2.1 Απώλειες Ισχύος CPU	161
8.2.2 Κατανάλωση Ισχύος Διακομιστή	162
8.2.3 Κατανάλωση Ισχύος σε Δικτυακό Περιβάλλον	163
8.3 Μέθοδοι Εξοικονόμησης Ενέργειας στο Νέφος	165
8.3.1 Μέθοδοι Εξοικονόμησης Ενέργειας στους Διακομιστές	166
8.3.2 Μέθοδοι Εξοικονόμησης Ενέργειας στο Δίκτυο	169
8.4 Μοντελοποίηση του Προβλήματος	171
8.4.1 Επίλυση Ενεργειακά Ενήμερης Ενσωμάτωσης Εικονικών Δικτύων.....	172
8.4.2 Μεταφορά Πόρων.....	173
8.5 Αποτίμηση Απόδοσης.....	174
8.5.1 Ρύθμιση Πειράματος.....	175
8.5.2 Αριθμητικά Αποτελέσματα	176
Κεφάλαιο 9 – Συμπεράσματα και Μελλοντική Εργασία	183
9.1 Συμπεράσματα	183
9.2 Μελλοντική Εργασία	187
Βιβλιογραφία.....	191
Κατάλογος Δημοσιεύσεων Συγγραφέα.....	202

Κατάλογος Συντιμήσεων

FI	Future Internet
VN	Virtual Network
ISP	Internet Service Provider
InP	Infrastructure Provider
SP	Service Provider
NVE	Network Virtual Environment
NCE	Network Cloud Environment
ΕΕΔ	Ενσωμάτωση Εικονικών Δικτύων
VNE	Virtual Network Embedding
KME	Κεντρική Μονάδα Επεξεργασίας
ΜΑΠ	Μεικτός Ακέραιος Προγραμματισμός
MIP	Mixed Integer Programming
QoS	Quality of Service
RTD	Round Trip Delay
ICMP	Internet Control Message Protocol
SaaS	Software as a Service
IaaS	Infrastructure as a Service
PaaS	Platform as a Service
NCM	Networked Cloud Mapping
VM	Virtual Machine
LP	Linear Programming
CVI-Sim	Simulator for Controlling Virtual Infrastructure
GUI	Graphical User Interface
G-SP	Greedy Shortest Path
G-MCF	Greedy Multi-commodity Flow

CP	Cloud Provider
ΣΕΠ	Σύνολο Εικονικών Πόρων
VRS	Virtual Resource Set
ILS	Iterated Local Search
SNA	Social Network Analysis
SPBC	Shortest Path Betweenness Centrality
CDN	Content Delivery Network
CCDN	Cloud Content Delivery Network
ASC	Abstracted Service Cluster
VSP	Virtual Surrogate Placement
SNA- GVSP	Social Network Analysis inspired Greedy Virtual Surrogate Placement
GU	Greedy User
GS	Greedy Site
SAViNE	Social Aware Virtual Network Embedding
CDNaaS	Content Delivery Network as a Service
FIRE	Future Internet Research and Experimentation
SNA-VSP	Social Network Analysis inspired Virtual Surrogate Placement
EC	Experiment Controller
OMF	Control and Management Framework
RRDM	Request Routing and Distribution Manager
OMT	Online Measurement Tool
SNR	Signal to Noise Ratio
ANOVA	ANalysis Of VAriance
SLA	Service Level Agreement
CMOS	Complementary Metal-Oxide-Semiconductor
DPM	Dynamic Power Management
DVFS	Dynamic Voltage Frequency Scaling

ACPI	Advanced Configuration and Power Interface
SDN	Software Define Networking
EA-NCM	Energy Aware Networked Cloud Mapping
MBFD	Modified Best Fit Decreasing
QoE	Quality of Experience

Κατάλογος Σχημάτων

Σχ. 1.1 Στοιχεία Περιβάλλοντος Εικονικών Δικτύων (Houidi, 2009).....	27
Σχ. 1.2 Ενσωμάτωση αιτημάτων εικονικών δικτύων σε διαμοιραζόμενο δίκτυο υποστρώματος (Chowdhury, 2009).	31
Σχ. 3.1 Περιβάλλον εικονικοποίησης και ανάθεση αιτήματος.....	48
Σχ. 3.2 Γραφική Απεικόνιση Δικτύου Υποστρώματος.....	56
Σχ. 3.3 Γραφική Απεικόνιση Αιτήματος Εικονικού Δικτύου.....	56
Σχ. 3.4 Γραφική Απεικόνιση ΕΕΔ	57
Σχ. 3.5 Ποσοστό Επιτυχών Αιτημάτων για διαφορετικούς ρυθμούς άφιξης	60
Σχ. 3.6 Κέρδος Ενσωμάτωσης για διαφορετικούς ρυθμούς άφιξης.....	60
Σχ. 3.7 Αριθμός Αλμάτων για διαφορετικούς ρυθμούς άφιξης.....	61
Σχ. 3.8 Κόστος Ενσωμάτωσης για διαφορετικούς ρυθμούς άφιξης.....	61
Σχ. 4.1 Περιβάλλον Πολλαπλών Παρόχων Υποδομής.....	66
Σχ. 4.2 Δομή της διαδικασίας αντιστοίχισης πόρων σε περιβάλλον πολλών παρόχων.....	69
Σχ. 4.3 Σύγκριση κόστους μεταξύ Exact και ILS αλγορίθμου για πέντε παρόχους υποδομής – Μερικό/Πλήρες πλέγμα	80
Σχ. 4.4 Σύγκριση χρόνου εκτέλεσης μεταξύ Exact και ILS αλγορίθμου για πέντε παρόχους υποδομής – Μερικό/Πλήρες πλέγμα.....	81
Σχ. 4.5 Ποσοστό αιτημάτων που τμηματοποιήθηκαν εφαρμόζοντας τους Exact και ILS αλγορίθμους – Μερικό πλέγμα.....	82
Σχ. 4.6 Ποσοστό αιτημάτων που τμηματοποιήθηκαν εφαρμόζοντας τους Exact και ILS αλγορίθμους – Πλήρες πλέγμα.....	82
Σχ. 4.7 Σύγκριση κόστους μεταξύ Exact και ILS αλγορίθμου για δέκα παρόχους υποδομής – Μερικό/Πλήρες πλέγμα	83
Σχ. 4.8 Σύγκριση χρόνου εκτέλεσης μεταξύ Exact και ILS αλγορίθμου για δέκα παρόχους υποδομής – Μερικό/Πλήρες πλέγμα.....	83
Σχ. 4.9 Ποσοστό επιτυχών αιτημάτων για διαφορετικούς αλγόριθμους τμηματοποίησης και ενσωμάτωσης.....	85
Σχ. 4.10 Κέρδος Ενσωμάτωσης για διαφορετικούς αλγόριθμους τμηματοποίησης και ενσωμάτωσης.....	85
Σχ. 4.11 Κόστος Ενσωμάτωσης για διαφορετικούς αλγόριθμους τμηματοποίησης και ενσωμάτωσης.....	86
Σχ. 4.12 Ποσοστό επιτυχών αιτημάτων για διαφορετικούς αλγόριθμους τμηματοποίησης και ενσωμάτωσης και γεωμετρική κατανομή του μεγέθους του αιτήματος	86
Σχ. 4.13 Κέρδος Ενσωμάτωσης για διαφορετικούς αλγόριθμους τμηματοποίησης και ενσωμάτωσης και γεωμετρική κατανομή του μεγέθους του αιτήματος.	87
Σχ. 4.14 Κόστος Ενσωμάτωσης για διαφορετικούς αλγόριθμους τμηματοποίησης και ενσωμάτωσης και γεωμετρική κατανομή του μεγέθους του αιτήματος.	87
Σχ. 5.1 Κοινωνικά-Ενήμερα και απλή ΕΕΔ.....	90
Σχ. 5.2 Κοινωνικά-ενήμερα μετρικά στοιχεία κατά την διάρκεια της ΕΕΔ	92
Σχ. 5.3 Ποσοστό επιτυχημένων αιτημάτων για κοινωνική και μη ΕΕΔ.....	97
Σχ. 5.4 Κέρδος ενσωμάτωσης αιτημάτων για κοινωνική και μη ΕΕΔ.	97

Σχ. 5.5 Κόστος ενσωμάτωσης αιτημάτων για κοινωνική και μη ΕΕΔ.	98
Σχ. 5.6 Κεντρικότητα διαμεσότητας αιτημάτων για κοινωνική και μη ΕΕΔ.....	98
Σχ. 5.7 Αξιολόγηση ομοιότητας S1	100
Σχ. 5.8 Αξιολόγηση ομοιότητας S2	100
Σχ. 6.1 Ομαδοποίηση περιοχής εξυπηρέτησης και γράφος κατανομής περιεχομένου μεταξύ των ομάδων εξυπηρέτησης.....	107
Σχ. 6.2 Γράφος κατανομής περιεχομένου των ομάδων εξυπηρέτησης πάνω από περιβάλλον δικτυακού υπολογιστικού νέφους.....	108
Σχ. 6.3 Τοποθέτηση Αντιγράφων σε Ένα Δικτυακό Νέφος.....	109
Σχ. 6.4 Σενάριο 1: Σχετικό Κόστος Τμηματοποίησης για 5 παρόχους νέφους.	128
Σχ. 6.5 Σενάριο 2: Σχετικό Κόστος Τμηματοποίησης για 10 παρόχους νέφους	129
Σχ. 6.6 Σενάριο 3: Σχετικό κόστος τμηματοποίησης.....	130
Σχ. 6.7 Σενάριο 3: Χρόνος εκτέλεσης (msec).....	130
Σχ. 7.1 Η Αρχιτεκτονική του SAViNE.....	137
Σχ. 7.2 Γραφική Διεπαφή Χρήστη SAViNE.....	139
Σχ. 7.3 W-iLab.t: Ανάπτυξη CDN δικτύου	146
Σχ. 7.4 Χωρική Επαναληψιμότητα: Συμμετρικές τοπολογίες υποστρώματος I και II στο w-iLab.t	149
Σχ. 7.5 Χωρική Επαναληψιμότητα – Ανάπτυξη CDN στο w-iLab.t.....	150
Σχ. 7.6 Τομείς PlanetLab.....	152
Σχ. 7.7 Επαλήθευση Κλιμάκωσης: Μετρικά Στοιχεία μη Πραγματικού Χρόνου - Αύξηση Κόστους Ενσωμάτωσης.....	154
Σχ. 7.8 Επαλήθευση Κλιμάκωσης: Μετρικά Στοιχεία μη Πραγματικού Χρόνου - Αύξηση Κόστους Ανάπτυξης CDN.....	154
Σχ. 7.9 Επαλήθευση Κλιμάκωσης: Μετρικά Στοιχεία Πραγματικού Χρόνου – Αιτήματα Χρηστών ανά Διακομιστή Αναπαραγωγής.....	157
Σχ. 7.10 Επαλήθευση Κλιμάκωσης: Μετρικά Στοιχεία Πραγματικού Χρόνου – Φορτίο CPU	158
Σχ. 8.1 Ποσοστό Επιτυχών Αιτημάτων	176
Σχ. 8.2 Κέρδος Ενσωμάτωσης	177
Σχ. 8.3 Μέσος Αριθμός Αλμάτων για κάθε Εικονική Ζεύξη	177
Σχ. 8.4 Κόστος Ενσωμάτωσης	178
Σχ. 8.5 Μέση Χρήση της CPU των Ενεργών Διακομιστών.....	179
Σχ. 8.6 Διασπορά της Χρήσης CPU των Ενεργών Διακομιστών	179
Σχ. 8.7 Μέση Κατανάλωση Ισχύος της Φυσικής Υποδομής.....	180
Σχ. 8.8 Αριθμός Ενεργών Διακομιστών της Φυσικής Υποδομής.....	180

Κατάλογος Πινάκων

Πίνακας 3.1 Μετρικά Αξιολόγησης	59
Πίνακας 3.2 Χρησιμοποίηση Πόρων	63
Πίνακας 4.1 Μεθοδολογίες Τμηματοποίησης και ΕΕΔ	77
Πίνακας 4.2 Χρόνος Εκτέλεσης της ILS-GSP μεθοδολογίας – Μερικό/Πλέγμα	81
Πίνακας 4.3 Μετρικά Αξιολόγησης	84
Πίνακας 6.1 Πίνακας Ορολογιών	109
Πίνακας 6.2 Μεθοδολογίες Τμηματοποίησης και Ανάθεσης.....	123
Πίνακας 6.3 Τυπικές τιμές χρήσης πόρων νέφους 2010	125
Πίνακας 6.4 Μετρικά Στοιχεία Αποτίμησης	127
Πίνακας 6.5 Χρόνος εκτέλεσης (msec) – 5 πάροχοι νέφους.....	128
Πίνακας 6.6 Χρόνος εκτέλεσης (msec) – 10 πάροχοι νέφους.....	129
Πίνακας 6.7 Σύγκριση Αλγορίθμων	132
Πίνακας 7.1 Μετρικά Στοιχεία Μη Πραγματικού Χρόνου	141
Πίνακας 7.2 Μετρικά Στοιχεία Πραγματικού Χρόνου.....	142
Πίνακας 7.3 Μετρικά Αξιολόγησης Μη Πραγματικού Χρόνου για το w-iLab.t	143
Πίνακας 7.4 Μετρικά Αξιολόγησης Πραγματικού Χρόνου για το w-iLab.t.....	145
Πίνακας 7.5 Χρονική Επαναληψιμότητα – Μετρικά Στοιχεία Πραγματικού Χρόνου	149
Πίνακας 7.6 Χωρική Επαναληψιμότητα – Μετρικά Στοιχεία Μη Πραγματικού Χρόνου	150
Πίνακας 7.7 Χωρική Επαναληψιμότητα – Μετρικά Στοιχεία Πραγματικού Χρόνου z-test.	151
Πίνακας 7.8 Χωρική Επαναληψιμότητα – Μετρικά Στοιχεία Πραγματικού Χρόνου t-test..	151
Πίνακας 7.9 Επαλήθευση Κλιμάκωσης – Χώρες / Τομείς / Αριθμός Κόμβων – Πλατφόρμα PlanetLab.....	153
Πίνακας 7.10 Επαλήθευση Κλιμάκωσης – Ρύθμιση Πειραμάτων σε w-iLab.t/PlanetLab ...	153
Πίνακας 7.11 Επαλήθευση Κλιμάκωσης: Μετρικά Στοιχεία μη Πραγματικού Χρόνου - Αριθμός Διακομιστών Αναπαραγωγής	154
Πίνακας 7.12 Επαλήθευση Κλιμάκωσης: Μετρικά Στοιχεία μη Πραγματικού Χρόνου - Κόστος Ενσωμάτωσης και Ανάπτυξης CDN Διακομιστών Αναπαραγωγής	155
Πίνακας 7.13 Επαλήθευση Κλιμάκωσης: Μετρικά Στοιχεία Πραγματικού Χρόνου – 96 Κόμβοι.....	155
Πίνακας 7.14 Επαλήθευση Κλιμάκωσης: Μετρικά Στοιχεία Πραγματικού Χρόνου – 150 Κόμβοι.....	156
Πίνακας 7.15 Επαλήθευση Κλιμάκωσης: Μετρικά Στοιχεία Πραγματικού Χρόνου – 200 Κόμβοι.....	156
Πίνακας 8.1 Μετρικά Αξιολόγησης	175

Κεφάλαιο 1 – Εισαγωγή στα Στοιχεία Θεωρίας Εικονικών Δικτύων

Στο Κεφάλαιο 1 πραγματοποιείται ανασκόπηση βασικών στοιχείων που αφορούν την τεχνολογία εικονικών δικτύων. Αρχικά δίνεται μια σύντομη περιγραφή της έννοιας των εικονικών δικτύων και οι προοπτικές χρήσης τους στα πλαίσια του Διαδικτύου του Μέλλοντος (Future Internet – FI) και του υπολογιστικού νέφους (Cloud Computing). Στη συνέχεια αναπτύσσονται τα πλεονεκτήματα που οδήγησαν στην επικράτηση των εικονικών δικτύων σαν κεντρική τεχνολογία του Διαδικτύου του Μέλλοντος, ενώ περιγράφεται και το περιβάλλον που περικλείει την εικονικοποίηση των δικτύων. Επιπλέον έμφαση δίνεται στην διαδικασία παροχής των εικονικών δικτύων αλλά και στο πρόβλημα ενσωμάτωσής τους στο φυσικό δίκτυο. Τέλος αναλύονται οι προκλήσεις ενσωμάτωσης εικονικών δικτύων και οι περιορισμοί που τίθενται τόσο από το φυσικό όσο και από το εικονικό δίκτυο.

1.1 Εικονικά Δίκτυα

Το διαδίκτυο με τη τρέχουσα μορφή του θεωρείται πλέον απολιθωματοποιημένο (ossified) ενώ υπάρχουν σοβαρές δυσκολίες στην ανάπτυξη και αξιολόγηση τεχνολογιών για υποδομές νέας γενιάς (Chowdhury, 2009). Η δυσκολία αυτή οφείλεται στο γεγονός ότι το διαδίκτυο χαρακτηρίζεται από την συνύπαρξη πολλών ανταγωνιστικών ενδιαφερόμενων μερών (stakeholders), που δυσχεραίνουν την εισαγωγή νέων τεχνολογιών, με αποτέλεσμα οποιαδήποτε προσπάθεια προς αυτή τη κατεύθυνση να περιορίζεται σε μικρές μόνο άμεσα εφαρμόσιμες αλλαγές.

Για την αντιμετώπιση του προβλήματος αυτού εισάγεται η έννοια των εικονικών δικτύων (Virtual Networks – VN), τα οποία έχουν αναδειχθεί σε αναπόσπαστο κομμάτι της αρχιτεκτονικής του Διαδικτύου του Μέλλοντος. Τα εικονικά δίκτυα επιτρέπουν την παράλληλη ύπαρξη ετερογενών δικτυακών αρχιτεκτονικών από πολλαπλούς παρόχους υπηρεσιών, παρέχοντας την απαραίτητη ευελιξία για ενσωμάτωση καινοτόμων τεχνολογικών αλλαγών (Chowdhury, 2009).

Συγκεκριμένα, επιτρέπουν την απομόνωση και χρήση των υποκείμενων πόρων του δικτύου, επιτρέποντας τη μεταφερσιμότητα (portability) των λειτουργιών υψηλότερου επιπέδου (π.χ. διαχείριση, έλεγχο) μέσω του διαμοιρασμού και της συγκέντρωσης των φυσικών πόρων. Επιπλέον, εξαιτίας χαρακτηριστικών όπως η επεκτασιμότητα και η ικανότητα να προσφέρουν προηγμένες και σύνθετες υπηρεσίες πληροφορικής με χαμηλό κόστος, τα εικονικά δίκτυα έχουν ανακηρυχθεί σε μία από τις πιο ισχυρές τεχνολογίες του Διαδικτύου (Vouk, 2008).

Ένα παράδειγμα εικονικοποίησης αναφέρεται στις λειτουργίες οι οποίες μεταφέρονται σε απομακρυσμένα κέντρα δεδομένων (data centers) μέσω του διαδικτύου. Οι λειτουργίες αυτές αναφέρονται τόσο σε επίπεδο λογισμικού (π.χ. λειτουργικό σύστημα) όσο και σε επίπεδο υπολογιστικού υλικού (π.χ. Κεντρική Μονάδα Επεξεργασίας). Το δίκτυο διατηρεί τον συνηθισμένο του ρόλο σαν μέσο ανταλλαγής πληροφοριών αλλά πλέον αναλαμβάνει και τον ρόλο του διαμοιρασμού των πόρων. Τα δίκτυα επικοινωνίας πλέον μοιράζονται πληροφορίες, επεξεργαστική ισχύ, δικτυακή και αποθηκευτική χωρητικότητα (Group, 2009).

Ο διαμοιρασμός των πόρων οδηγεί στη δημιουργία νέων επιχειρηματικών μοντέλων υπεύθυνων για την παροχή και δημιουργία εικονικών δικτύων κατάλληλα προσαρμοσμένων στις ανάγκες των χρηστών (Houidi, 2010), τόσο για την εξυπηρέτηση συγκεκριμένων εφαρμογών όσο και την αξιολόγηση νέων αρχιτεκτονικών πάνω από την ίδια φυσική υποδομή.

1.2 Πλεονεκτήματα Εικονικών Δικτύων

Η εικονικοποίηση αποτελεί πλέον το μόνο μέσο για να ξεπεραστεί το αυξανόμενο πρόβλημα στην δυσκολία εξέλιξης που εμφανίζει το Διαδίκτυο. Συγκεκριμένα, πολλαπλά εικονικά δίκτυα μοιράζονται ένα κοινό φυσικό υπόστρωμα. Το φυσικό υπόστρωμα αποτελείται από ένα σύνολο υπολογιστικών και δικτυακών πόρων κατάλληλων να φιλοξενήσουν εικονικά δίκτυα, δίνοντας παράλληλα την δυνατότητα συνύπαρξης πολλαπλών δικτυακών πειραμάτων, υπηρεσιών και αρχιτεκτονικών (Lu, 2006). Τα πλεονεκτήματα των εικονικών δικτύων γίνονται πλέον εμφανή και συνίστανται στα εξής:

- **Ετερογένεια Δικτύων:** η τεχνολογία των εικονικών δικτύων επιτρέπει την υποστήριξη δικτύων διαφορετικής τεχνολογίας και ετερογενών αρχιτεκτονικών πάνω από την ίδια φυσική υποδομή.
- **Προαγωγή νέων τεχνολογιών:** η εικονικοποίηση δημιουργεί ένα κατάλληλο ερευνητικό περιβάλλον για την αξιολόγηση και σύγκριση νέων αρχιτεκτονικών, πρωτοκόλλων και εφαρμογών πάνω από την ίδια φυσική υποδομή.
- **Συμβατότητα:** ένα ακόμα πλεονέκτημα είναι ότι νέες τεχνολογίες μπορούν να ενσωματωθούν και να δοκιμαστούν στην εικονική υποδομή χωρίς να απαιτούνται αλλαγές σε λειτουργικό ή λογισμικό επίπεδο.
- **Πολυπλοκότητα:** η εικονικοποίηση μειώνει στο ελάχιστο την πολυπλοκότητα. Συγκεκριμένα, απομακρύνονται από τον χρήστη οι λεπτομέρειες και η πολυπλοκότητα της υλοποίησης των υποκείμενων συσκευών και δικτύων, ενώ ταυτόχρονα του παρέχονται απρόσκοπτα οι κατάλληλες υπηρεσίες (Lallemand, 2010).

- **Ευελιξία:** η εικονικοποίηση δίνει την δυνατότητα και την ελευθερία στους παρόχους υπηρεσιών να προσφέρουν κατάλληλα προσαρμοσμένες υπηρεσίες στους χρήστες πάνω από μια κοινή φυσική υποδομή (Chowdhury, 2010).
- **Παροχή υπηρεσιών από τους χρήστες:** η τεχνολογία των εικονικών δικτύων δίνει την δυνατότητα στους χρήστες όχι μόνο να καταναλώνουν τις υπηρεσίες που τους παρέχονται αλλά ταυτόχρονα να αποκτούν και ρόλο παροχής υπηρεσιών (Aguilar, 2010).
- **Μείωση του κόστους ανάπτυξης νέων τεχνολογιών:** η ευρεία επαναχρησιμοποίηση των πόρων της φυσικής υποδομής μειώνει σημαντικά το οικονομικό κόστος ανάπτυξης και εξέλιξης νέων τεχνολογιών (Niebert, 2008).
- **Μείωση κόστους λειτουργίας:** εκτός από την μείωση του κόστους ανάπτυξης νέων τεχνολογιών η επαναχρησιμοποίηση των πόρων της φυσικής υποδομής, μειώνει επίσης το κόστος λειτουργίας των νέων τεχνολογιών αλλά και της ίδιας της υποδομής με την καλύτερη χρησιμοποίηση των πόρων της.

Σύμφωνα με τα παραπάνω γίνεται εμφανές ότι εικονικοποίηση των δικτύων είναι απαραίτητη για την θεμελίωση του Διαδικτύου του Μέλλοντος, ενώ επιτρέπει την εξέλιξη της τεχνολογίας επικοινωνιών τόσο σε ερευνητικό όσο και σε επιχειρηματικό επίπεδο.

1.3 Περιβάλλον Εικονικών Δικτύων

Η κύρια διαφορά με το υπάρχον Διαδίκτυο είναι ότι ο συμβατικός ρόλος του παρόχου υπηρεσιών διαδικτύου (Internet Service Provider – ISP) διασπάται σε δύο ξεχωριστές και ανεξάρτητες οντότητες για την παροχή υπηρεσιών εικονικού δικτύου, i) τον πάροχο υποδομής (Infrastructure Provider – InP) και ii) τον πάροχο υπηρεσιών (Service Provider – SP) (Chowdhury, 2009).

Ουσιαστικά το περιβάλλον εικονικής δικτύωσης (Network Virtual Environment - NVE) αποτελεί μια συλλογή πολλαπλών ετερογενών δικτυακών αρχιτεκτονικών από διαφορετικούς παρόχους υπηρεσιών. Συγκεκριμένα, ο κάθε πάροχος υπηρεσίας νοικιάζει τους πόρους από έναν ή περισσότερους παρόχους υποδομής για να δημιουργήσει εικονικά δίκτυα για την παροχή κατάλληλα προσαρμοσμένων πρωτοκόλλων και υπηρεσιών στους τελικούς χρήστες (Chowdhury, 2010). Αναλυτικά, το σύνολο των οντοτήτων που συναντώνται σε ένα περιβάλλον εικονικής δικτύωσης είναι το εξής:

Πάροχος Υποδομής: Οι πάροχοι υποδομής διαθέτουν και οργανώνουν τους υποκείμενους πόρους του φυσικού δικτύου, προκειμένου να διευκολύνουν την πρόσβαση στους διαφόρους παρόχους υπηρεσιών μέσω προγραμματιζόμενων διεπαφών. Οι πάροχοι υποδομών είναι υπεύθυνοι για την λειτουργία και την συντήρηση της φυσικής υποδομής χωρίς ωστόσο να προσφέρουν υπηρεσίες απευθείας στους τελικούς χρήστες. Κάθε πάροχος υποδομής θα πρέπει να ενσωματώσει μέρος ή σύνολο του εικονικού δικτύου σύμφωνα με την εσωτερική πολιτική ενσωμάτωσης που διαθέτει, χωρίς να ξέρει πώς θα εξυπηρετηθεί το υπόλοιπο του εικονικού δικτύου.

Πάροχος Υπηρεσιών: Οι πάροχοι υπηρεσιών ενοικιάζουν πόρους από έναν ή περισσότερους παρόχους υποδομής για να δημιουργήσουν εικονικά δίκτυα που θα προσφέρουν κατάλληλες υπηρεσίες στους τελικούς χρήστες. Ένας πάροχος υπηρεσιών μπορεί επίσης να προσφέρει υπηρεσίες εικονικού δικτύου και σε άλλους παρόχους υπηρεσιών. Μπορεί επίσης να λειτουργήσει σαν Πάροχος Υποδομών δημιουργώντας μικρότερα εικονικά δίκτυα με τον διαχωρισμό των πόρων και διαθέτοντας αυτά τα εικονικά δίκτυα σε άλλους παρόχους υπηρεσιών.

Ενδιάμεσος: Οι ενδιάμεσοι (Brokers) δρουν σαν διαμεσολαβητές μεταξύ των παρόχων υποδομής, των παρόχων υπηρεσιών και των τελικών χρηστών. Στόχος τους είναι να απλοποιήσουν την διαδικασία της αντιστοίχισης των απαιτήσεων των παρόχων υπηρεσίας σε διαθέσιμους πόρους, με την συγκέντρωση των προσφορών σε πόρους από τους διάφορους παρόχους υποδομής. Επιπλέον, επιτρέπουν στους τελικούς χρήστες να διαλέξουν τις υπηρεσίες που επιθυμούν από ένα μεγάλο εύρος παρόχων υπηρεσιών (Chowdhury, 2008).

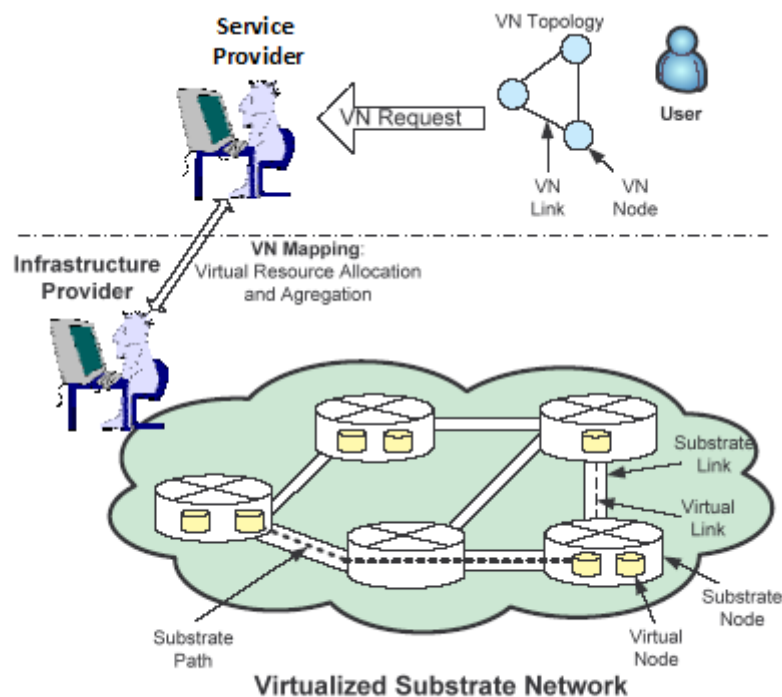
Τελικός Χρήστης: Οι τελικοί χρήστες στο περιβάλλον εικονικής δικτύωσης έχουν τον ίδιο ρόλο όπως και στο υπάρχον Διαδίκτυο, με την διαφορά ότι η ύπαρξη πολλαπλών εικονικών δικτύων από διαφορετικούς παρόχους υπηρεσιών τους δίνει την δυνατότητα μεγαλύτερου εύρους επιλογών. Επίσης κάθε τελικός χρήστης μπορεί να συνδεθεί με πολλά εικονικά δίκτυα από ανταγωνιζόμενους παρόχους υπηρεσιών για πρόσβαση σε διαφορετικές υπηρεσίες.

Εικονικό Δίκτυο: Το εικονικό δίκτυο αποτελείται από μια συλλογή εικονικών κόμβων που φιλοξενούνται σε διαφορετικούς κόμβους του φυσικού υποστρώματος και διασυνδέονται με φυσικές διαδρομές που αντιστοιχούν σε εικονικές ζεύξεις.

Εικονικός Πόρος: Οι εικονικοί πόροι συνθέτουν το εικονικό δίκτυο και αποτελούνται από τους εικονικούς κόμβους και τις εικονικές ζεύξεις. Παραδείγματα εικονικών κόμβων (virtual nodes) είναι οι εικονικές μηχανές (virtual machines), οι εικονικοί δρομολογητές (virtual routers) κ.λπ. Ένας εικονικός διακομιστής λειτουργεί σαν πηγή ή απορροφητής πακέτων. Μια εικονική ζεύξη (virtual link) ενώνει δύο εικονικούς κόμβους και μπορεί να εκτείνεται μεταξύ ενός ή περισσότερων φυσικών ζεύξεων (φυσική διαδρομή) στην υποκείμενη φυσική τοπολογία.

Φυσικός Πόρος: Οι φυσικοί πόροι είναι τα πραγματικά στοιχεία του δικτύου (π.χ. διακομιστές, δρομολογητές, μεταγωγείς κλπ.) που φιλοξενούν τους εικονικούς πόρους.

Στο παρακάτω σχήμα απεικονίζονται οι κύριες οντότητες του περιβάλλοντος εικονικών δικτύων (Σχ. 1.1).



Σχ. 1.1 Στοιχεία Περιβάλλοντος Εικονικών Δικτύων (Houidi, 2009)

1.4 Εικονικά Δίκτυα και Υπολογιστικό νέφος

Μια άλλη τεχνολογία συναφασμένη με την εικονικοποίηση και το Διαδίκτυο του Μέλλοντος είναι το υπολογιστικό νέφος. Για την τεχνολογία υπολογιστικού νέφους έχουν δοθεί αρκετοί ορισμοί αλλά ο πιο κοινός είναι ο ακόλουθος (Buyya, 2008): «Το νέφος είναι ένα παράλληλο και κατακεμημένο σύστημα που αποτελείται από μια συλλογή διασυνδεδεμένων και εικονοποιημένων υπολογιστών, οι οποίοι μπορούν να χρησιμοποιηθούν δυναμικά και να παρουσιαστούν σαν ένας ή περισσότεροι ενοποιημένοι υπολογιστικοί πόροι. Οι πόροι αυτοί εκφράζονται ως επίπεδο συμφωνίας παροχής υπηρεσιών μεταξύ του παρόχου υπηρεσιών και των χρηστών».

Όπως γίνεται φανερό από τον παραπάνω ορισμό, η τεχνολογία του υπολογιστικού νέφους βασίζεται σε μεγάλο βαθμό στην εικονικοποίηση που

επιτρέπει τον αποδοτικό και με μικρό κόστος διαμοιρασμό των υπολογιστικών πόρων, προσφέροντας δυνατότητες κλιμάκωσης και παροχής υπηρεσιών κατά απαίτηση. Επιπλέον η ανάγκη που επιβάλλεται από το Διαδίκτυο του Μέλλοντος για την παροχή ενισχυμένων επικοινωνιακών και υπολογιστικών υπηρεσιών με στόχο την ικανοποίηση της παρεχόμενης ποιότητας υπηρεσίας προς τον τελικό χρήστη, οδηγεί στην ανάγκη για την υλοποίηση ενός περιβάλλοντος δικτυακού νέφους (Network Cloud Environment – NCE) που να συνδυάζει υπολογιστικούς και δικτυακούς πόρους.

Αναφορικά με την τεχνολογία υπολογιστικού νέφους, ορίζονται οι εξής υπηρεσίες: λογισμικό ως υπηρεσία (software as a service – SaaS), υποδομή ως υπηρεσία (infrastructure as a service – IaaS), και πλατφόρμα ως υπηρεσία (platform as a service – PaaS). Κάθε μια από αυτές τις υπηρεσίες έχει διαφορετικό επιχειρηματικό σκοπό. Παρόλα αυτά, ανεξάρτητα από την υπηρεσία, ο απώτερος στόχος του υπολογιστικού νέφους είναι η δημιουργία μιας ομάδας πόρων μεταξύ διακομιστών, κέντρων δεδομένων και ζεύξεων που επιτρέπει στους χρήστες να έχουν πρόσβαση σε αποθηκευμένα δεδομένα και εφαρμογές όποτε αυτοί θελήσουν.

Επομένως είναι εμφανής η αντιστοιχία του περιβάλλοντος εικονικών δικτύων με το περιβάλλον υπολογιστικού νέφους. Συγκεκριμένα και τα δύο έχουν έναν πάροχο υποδομής ο οποίος στην περίπτωση του νέφους ονομάζεται Πάροχος Νέφους (Cloud Provider – CP) και είναι υπεύθυνος για την οργάνωση, διαχείριση και παροχή των πόρων της φυσικής υποδομής του νέφους. Αντίστοιχα ο Πάροχος Υπηρεσιών, ο Ενδιάμεσος και οι χρήστες έχουν την ίδια λειτουργία, με τους χρήστες να εισάγουν αιτήματα δικτυακών νεφών τα οποία αποτελούν ένα σύνολο από εικονικούς πόρους (κόμβους και ζεύξεις).

Ουσιαστικά οι λειτουργίες των δύο περιβάλλοντων είναι κοινές. Για αυτό το λόγο, στην συνέχεια της διατριβής το περιβάλλον εικονικοποίησης και το περιβάλλον δικτυακού υπολογιστικού νέφους θα θεωρούνται λειτουργικά ισοδύναμα.

1.5 Παροχή Εικονικών Δικτύων

Από την στιγμή που ο χρήστης θα καταθέσει ένα αίτημα εικονικού δικτύου μέχρι την στιγμή που θα ενεργοποιηθεί το εικονικό δίκτυο, εκτελείται ένας αριθμός διεργασιών στο περιβάλλον εικονικής δικτύωσης. Συγκεκριμένα, η ενεργοποίηση των εικονικών δικτύων περιλαμβάνει τέσσερις φάσεις: i) περιγραφή και διαφήμιση πόρων ii) ανακάλυψη και αντιστοίχιση πόρων, iii) ενσωμάτωση εικονικών δικτύων και iv) δέσμευση εικονικού δικτύου (Houidi, 2010). Ακολούθως αναπτύσσονται οι παραπάνω φάσεις.

Περιγραφή και διαφήμιση πόρων: Αρχικά, οι πάροχοι υποδομής πρέπει να περιγράψουν και να διαφημίσουν τους πόρους που μπορούν να προσφέρουν. Οι

φυσικοί πόροι περιγράφονται σε σχέση με τα λειτουργικά τους χαρακτηριστικά γνωρίσματα (functional attributes) π.χ. στατικές παράμετροι όπως ο τύπος των κόμβων και των ζεύξεων, το λειτουργικό σύστημα που χρησιμοποιούν κ.λπ. και τα μη-λειτουργικά χαρακτηριστικά γνωρίσματα (non-functional attributes) που αντιστοιχούν σε παραμέτρους πραγματικού χρόνου, όπως είναι οι διαθέσιμες χωρητικότητες των κόμβων (σε μονάδες επεξεργασίας, μνήμης και αποθήκευσης) και το εύρος ζώνης των ζεύξεων. Μόνο τα λειτουργικά χαρακτηριστικά των κόμβων διαφημίζονται από τους παρόχους υπηρεσιών.

Ανακάλυψη και αντιστοίχιση πόρων: Κατά την διάρκεια της ανακάλυψης πόρων ο πάροχος υπηρεσιών αναζητάει και βρίσκει υποψήφιους πόρους που ικανοποιούν τις απαιτήσεις που ορίζονται από ένα αίτημα εικονικού δικτύου. Προκειμένου να διευκολυνθεί το σύνολο της διαδικασίας ανακάλυψης και αντιστοίχισης πόρων, οι πόροι μπορούν να οργανωθούν και να ταξινομηθούν χρησιμοποιώντας κατάλληλες τεχνικές ομαδοποίησης (Houidi, 2009) , αξιοποιώντας τεχνολογίες σημασιολογικού ιστού (semantic web technologies) (Pittaras, 2012).

Ενσωμάτωση Εικονικών Δικτύων: Μετά την ανακάλυψη των υποψήφιων πόρων ο πάροχος υπηρεσιών αποστέλλει στον πάροχο υποδομής την τοπολογία εικονικού δικτύου που έχει ζητηθεί από τον χρήστη. Ο πάροχος υποδομής χρησιμοποιεί αυτήν την πληροφορία προκειμένου να ενσωματώσει βέλτιστα το εικονικό δίκτυο όπως θα δούμε σε επόμενα κεφάλαια. Ο πρωταρχικός στόχος αυτής της φάσης είναι να επιτραπεί η συνύπαρξη όσων περισσότερων εικονικών δικτύων πάνω από το ίδιο φυσικό υπόστρωμα, μειώνοντας το κόστος για τους χρήστες και αυξάνοντας το κέρδος για τους παρόχους.

Δέσμευση Εικονικού Δικτύου: Η τελευταία φάση ουσιαστικά αποτελεί την εγκατάσταση των εικονικών κόμβων και ζεύξεων. Οι φυσικοί κόμβοι, οι οποίοι έχουν επιλεγεί στο προηγούμενο βήμα, δεσμεύουν τους εικονικούς κόμβους του αιτήματος και ενεργοποιούν τις κατάλληλες λειτουργίες. Η εγκατάσταση των εικονικών ζεύξεων εξαρτάται από την τεχνολογία εικονικοποίησης και συνήθως απαιτεί κατάλληλη ενθυλάκωση πακέτων και χρήση τεχνολογιών δημιουργίας «σήραγγας» (tunnelling) π.χ. VLAN, GRE κ.λπ. (Chowdhury, 2010). Σε τελικό στάδιο ο πάροχος υποδομής συγκεντρώνει το υποσύνολο των φυσικών πόρων που απαιτούνται για να ενεργοποιηθεί η παροχή υπηρεσίας προς τον τελικό χρήστη.

Από τις παραπάνω φάσεις, αυτή που εμφανίζει τις περισσότερες προκλήσεις και επηρεάζει το σύνολο των οντοτήτων του εικονικού περιβάλλοντος είναι η ενσωμάτωση των εικονικών δικτύων. Για τον λόγο αυτό, η διατριβή αυτή δίνει κύρια έμφαση σε αυτήν την φάση παροχής ενός εικονικού δικτύου.

1.6 Ενσωμάτωση Εικονικών Δικτύων

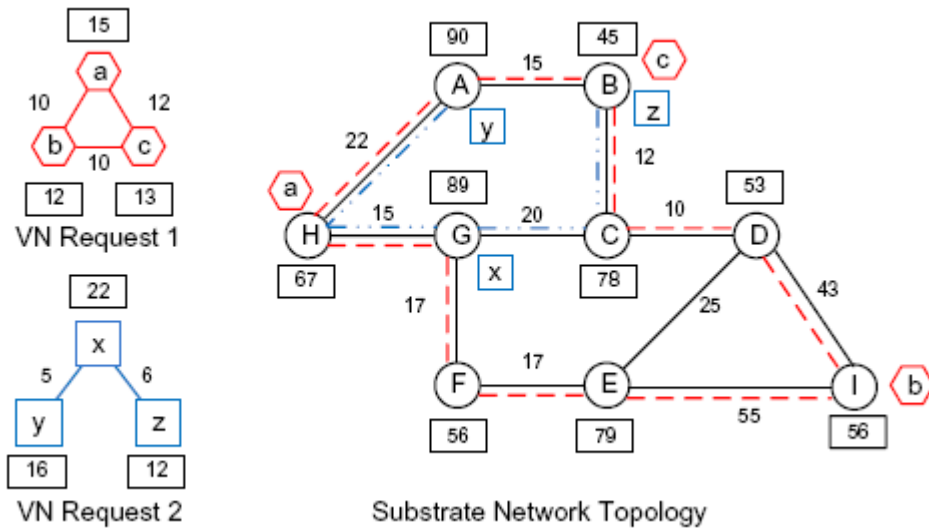
Η εικονικοποίηση δικτύων είναι ένας αποδοτικός τρόπος για την ταυτόχρονη λειτουργία πολλαπλών αρχιτεκτονικών και πειραμάτων σε μια διαμοιραζόμενη υποδομή, όπως παρουσιάστηκε πιο πάνω. Παρόλα αυτά, για να γίνει αποδοτική η χρήση των υποκείμενων πόρων, πρέπει να βρεθούν κατάλληλες τεχνικές για την αντιστοίχιση του εικονικού δικτύου σε συγκεκριμένους κόμβους και ζεύξεις του φυσικού δικτύου. Η διαδικασία αυτή είναι γνωστή ως Ενσωμάτωση Εικονικών Δικτύων – ΕΕΔ (Virtual Network Embedding – VNE).

Στο δεύτερο κεφάλαιο γίνεται αναλυτική περιγραφή των διαφόρων τεχνικών που χρησιμοποιούνται για την ΕΕΔ. Σε αυτό το σημείο όμως, θα γίνει η περιγραφή των στοιχείων του περιβάλλοντος εικονικής δικτύωσης που χρησιμοποιούνται κατά την ΕΕΔ.

Δικτυακό Υπόστρωμα: Το δικτυακό υπόστρωμα (substrate network) αναπαριστάται σαν ένας μη κατευθυνόμενος γράφος $G^S = (N^S, E^S)$ όπου N^S και E^S αποτελούν το σύνολο των φυσικών κόμβων και ζεύξεων αντίστοιχα και περιγράφει την υποκείμενη φυσική υποδομή. Ο κάθε κόμβος και ζεύξη συσχετίζεται με ένα σύνολο από μη λειτουργικά χαρακτηριστικά (non functional attributes). Για παράδειγμα ένας διακομιστής μπορεί να περιγράφεται από τις δυνατότητες της κεντρικής μονάδας επεξεργασίας – ΚΜΕ (CPU capacity), μνήμης (memory), χωρητικότητας (storage) καθώς και από την γεωγραφική του θέση (location). Αντίστοιχα κάποια από τα μη λειτουργικά γνωρίσματα που χαρακτηρίζουν τις ζεύξεις αποτελούν το εύρος ζώνης (bandwidth) και η καθυστέρηση που εισάγουν (delay). Τέλος το δίκτυο υποστρώματος χαρακτηρίζεται από το σύνολο των διαδρομών P^S που ενώνουν τους κόμβους του δικτύου.

Αίτημα Εικονικού Δικτύου: Το αίτημα εικονικού δικτύου (Virtual Network Request) αναπαρίσταται επίσης σαν μη κατευθυνόμενος γράφος $G^V = (N^V, E^V)$, όπου N^V και E^V αποτελούν το σύνολο των εικονικών κόμβων και ζεύξεων. Αντίστοιχα με το δίκτυο υποστρώματος κάθε εικονικός κόμβος και ζεύξη συσχετίζεται με ένα σύνολο από μη λειτουργικά χαρακτηριστικά που πρέπει να ικανοποιηθούν για το συγκεκριμένο αίτημα.

Στο Σχ. 1.2 απεικονίζεται ένα δίκτυο υποστρώματος μαζί με δύο αιτήματα εικονικών δικτύων. Οι τιμές δίπλα από κάθε φυσικό κόμβο και ζεύξη αντιστοιχούν σε τιμές ΚΜΕ και εύρους ζώνης αντίστοιχα.



Σχ. 1. 2 Ενσωμάτωση αιτημάτων εικονικών δικτύων σε διαμοιραζόμενο δίκτυο υποστρώματος (Chowdhury, 2009).

Η ΕΕΔ για ένα αίτημα εικονικού δικτύου, ορίζεται σαν η αντιστοίχιση του γράφου G^V σε ένα υποσύνολο του γράφου G^S έτσι ώστε να ικανοποιούνται οι περιορισμοί που εισάγονται από το εικονικό αίτημα G^V .

Η ΕΕΔ μπορεί να διασπαστεί σε δύο φάσεις i) σε ενσωμάτωση κόμβων και ii) σε ενσωμάτωση ζεύξεων. Η ενσωμάτωση κόμβων δηλώνεται ως:

$$M^N: N^V \rightarrow N^S \quad (1.1)$$

Όπου το σύνολο των εικονικών κόμβων αντιστοιχίζεται σε κατάλληλους αλλά διαφορετικούς φυσικούς κόμβους με την προϋπόθεση ότι μπορούν να παρέχουν τα κατάλληλα χαρακτηριστικά που απαιτεί το αίτημα. Για παράδειγμα στο Σχ. 1.2 για το πρώτο αίτημα εικονικού δικτύου οι εικονικοί κόμβοι a, b, c αντιστοιχίζονται στον φυσικούς κόμβους H, I, B αντίστοιχα, οι οποίοι έχουν αρκετή χωρητικότητα σε ΚΜΕ για να ικανοποιήσουν τα αιτήματα των εικονικών κόμβων. Όμοια η ενσωμάτωση των εικονικών ζεύξεων δηλώνεται ως εξής:

$$M^E: E^V \rightarrow P^S \quad (1.2)$$

Όπου κάθε εικονική ζεύξη αντιστοιχίζεται σε μια φυσική διαδρομή του δικτύου υποστρώματος. Αντίστοιχα το διαθέσιμο εύρος ζώνης που διατίθεται από τη φυσική διαδρομή θα πρέπει να επαρκεί ώστε να παρέχει το απαιτούμενο εύρος ζώνης στην εικονική ζεύξη. Στο Σχ. 1.2 οι εικονικές ζεύξεις του πρώτου αιτήματος ($a \rightarrow b$), ($a \rightarrow c$), ($b \rightarrow c$) αντιστοιχίζονται στις φυσικές διαδρομές ($H \rightarrow G \rightarrow F \rightarrow E \rightarrow I$), ($H \rightarrow A \rightarrow B$), ($I \rightarrow D \rightarrow C \rightarrow B$). Το διαθέσιμο εύρος ζώνης σε μια φυσική διαδρομή καθορίζεται από το ελάχιστο εύρος ζώνης μεταξύ των ζεύξεων που αποτελούν την διαδρομή.

1.7 Προκλήσεις Ενσωμάτωσης Εικονικών Δικτύων

Σε αυτό το κεφάλαιο παρουσιάζονται οι προκλήσεις και περιορισμοί που εμφανίζονται κατά την διάρκεια της ΕΕΔ. Συγκεκριμένα οι κύριες προκλήσεις που αντιμετωπίζονται είναι οι εξής:

1) **Περιορισμοί στους κόμβους και στις ζεύξεις:** Ορισμένοι περιορισμοί που εμφανίζονται στους κόμβους ανάλογα με τον τύπο τους μπορεί να είναι η υπολογιστική δυνατότητα της ΚΜΕ, τα μέσα αποθήκευσης και μνήμης που διαθέτει καθώς και ο μέγιστος αριθμός ενεργοποίησης εικονικών κόμβων. Αντίστοιχα οι περιορισμοί που εμφανίζονται στις ζεύξεις μπορεί να σχετίζονται με το διαθέσιμο εύρος ζώνης, την καθυστέρηση αλλά και την ανθεκτικότητα των ζεύξεων. Επιπρόσθετα, το εικονικό δίκτυο μπορεί να εισάγει επιπλέον περιορισμούς και ως προς την γεωγραφική θέση των κόμβων. Αυτός ο συνδυασμός των περιορισμών σε επίπεδο κόμβων και σε επίπεδο ζεύξεων καθιστά το πρόβλημα της ΕΕΔ υπολογιστικά αδύνατο να επιλυθεί σε πολυωνυμικό χρόνο (NP-hard) (Yu, 2008).

2) **Ετερογένεια πόρων:** Πέρα από τους περιορισμούς των πόρων λόγω της πεπερασμένης χωρητικότητας τους, θα πρέπει να λάβει κανείς υπόψη του και την ετερογένεια που τους διακρίνει. Ο κάθε κόμβος διακρίνεται από τον τύπο του π.χ. διακομιστής, δρομολογητής, μεταγωγέας κ.λπ. και από ένα σύνολο από διαφορετικά λειτουργικά χαρακτηριστικά, δυσχεραίνοντας ακόμα περισσότερο την υλοποίηση του προβλήματος ΕΕΔ.

3) **Έλεγχος αποδοχής:** Καθώς οι πόροι του υποστρώματος δεν είναι απεριόριστοι, κάποιες αιτήσεις εικονικών δικτύων μπορεί να μην εξυπηρετηθούν ή να αναβληθούν για μελλοντική εξυπηρέτηση, καθώς τα ήδη υπάρχοντα εικονικά δίκτυα μπορεί να στερηθούν τους πόρους που τους έχουν ήδη εγγυηθεί. Για αυτόν τον λόγο για κάθε νέο αίτημα θα πρέπει να εκτελείται ένας έλεγχος αποδοχής (admission control).

4) **Αιτήματα σε πραγματικό χρόνο:** Η χρονική στιγμή που έρχονται τα αιτήματα των εικονικών δικτύων αλλά και η διάρκεια τους είναι αυθαίρετη και δεν μπορεί να προβλεφθεί κατάλληλα. Για αυτόν τον λόγο οι τεχνικές ΕΕΔ θα πρέπει να εξυπηρετούν τα αιτήματα εικονικών δικτύων την στιγμή που φτάνουν, αντί να περιμένουν να συγκεντρωθεί ένα μεγάλο ποσοστό αιτημάτων και να εξυπηρετηθούν ταυτόχρονα. Γενικά οι λύσεις που αντιμετωπίζουν το πρόβλημα σε πραγματικό χρόνο είναι αρκετά πιο δύσκολο να επιλυθούν καθώς δεν έχουν σχεδόν καμία επίγνωση για την άφιξη μελλοντικών αιτημάτων (Yu, 2008).

5) **Ποικιλία τοπολογιών:** Τα εικονικά δίκτυα ποικίλουν ως προς την τοπολογία που περιγράφονται. Αν και οι τοπολογίες των εικονικών δικτύων μπορεί να είναι συγκεκριμένες ανάλογα με την εφαρμογή που πρέπει να εξυπηρετήσουν (π.χ. κόμβου και ακτίνων (hub and spoke), δεντρικές δομές (tree), τοπολογίες πλέγματος

(mesh)), γενικά οι δοκιμές πάνω σε νέες αρχιτεκτονικές και πρωτόκολλα απαιτούν διαφορετικές τοπολογίες με μη συγκεκριμένα χαρακτηριστικά (Yu, 2008).

6) Εξυπηρέτηση Πολλαπλών Τομέων: Σε περίπτωση ύπαρξης πολλαπλών παρόχων υποδομής που εκτείνονται σε διαφορετικές περιοχές, συναντάται η περίπτωση κάθε πάροχος να διαθέτει ετερογενείς δικτυακές τεχνολογίες και πολιτικές διαχείρισης. Σε αυτήν την περίπτωση το εικονικό δίκτυο μπορεί να χρειαστεί να τμηματοποιηθεί και ενσωματωθεί σε διαφορετικούς παρόχους υποδομής. Θα πρέπει λοιπόν να δημιουργηθεί η κατάλληλη επικοινωνία μεταξύ των παρόχων υποδομής ώστε να παρέχεται η κατάλληλη διεπαφή προς τους παρόχους υπηρεσιών για την εύκολη σύνθεση και διαχείριση των εικονικών δικτύων.

7) Οικονομία Εικονικοποίησης Δικτύων: Κατά την διάρκεια της ΕΕΔ, θα πρέπει να λαμβάνεται υπόψη το σύνολο των επιχειρηματικών ρόλων που συνθέτουν το περιβάλλον εικονικού δικτύου (Chowdhury, 2010). Συγκεκριμένα οι πάροχοι υποδομής επιθυμούν την μεγιστοποίηση του κέρδους τους, οι πάροχοι υπηρεσιών επιθυμούν την ελαχιστοποίηση του κόστους εξυπηρέτησης, ενώ οι τελικοί χρήστες επιθυμούν την βέλτιστη ποιότητα των υπηρεσιών που απολαμβάνουν. Όλοι αυτοί οι στόχοι είναι συχνά αντικρουόμενοι δυσκολεύοντας ακόμα περισσότερο το πρόβλημα της ΕΕΔ.

8) Εξοικονόμηση ενέργειας: Η διάδοση και η ταχεία ανάπτυξη της τεχνολογίας των εικονικών δικτύων στην θεμελίωση του Διαδικτύου του Μέλλοντος οδηγεί στην αύξηση της κατανάλωσης ισχύος στις φυσικές υποδομές με τεράστιες οικολογικές και λειτουργικές συνέπειες. Για αυτόν τον λόγο, θα πρέπει να δημιουργηθούν κατάλληλες τεχνικές για την βέλτιστη χρήση των φυσικών πόρων με στόχο την μείωση των εκπομπών διοξειδίου του άνθρακα αλλά και του λειτουργικού κόστους του εικονικού περιβάλλοντος, εισάγοντας επιπλέον περιορισμούς κατά την επίλυση του προβλήματος.

1.8 Συμβολή και Διάρθρωση Παρούσας Διατριβής

Η παρούσα διατριβή έχει ως στόχο την υλοποίηση ενός ολοκληρωμένου πλαισίου εργασίας για την επιτυχή ενσωμάτωση εικονικών δικτύων πάνω από διαμοιραζόμενες φυσικές υποδομές. Για τον λόγο αυτό, σε πρώτη φάση προτείνεται μια μέθοδος με στόχο την αποδοτική ενσωμάτωση των εικονικών πόρων του εικονικού δικτύου σε κατάλληλους υπολογιστικούς και δικτυακούς πόρους του υποστρώματος. Ουσιαστικά λύνεται το πρόβλημα της (υπό) βέλτιστης και σε πραγματικό χρόνο ενσωμάτωσης των εικονικών δικτύων σε μια υποκείμενη υποδομή με πόρους πεπερασμένης χωρητικότητας.

Συγκεκριμένα, στα πλαίσια της διατριβής αυτής, μοντελοποιείται και λύνεται το πρόβλημα της ενσωμάτωσης εικονικών δικτύων σε περιβάλλον εικονικοποίησης

με άμεση εφαρμογή και στο περιβάλλον δικτυακού υπολογιστικού νέφους. Το σύνολο των διαθέσιμων πόρων που διατίθενται από το φυσικό δίκτυο επεκτείνεται και συμπεριλαμβάνει ένα μείγμα ετερογενών υπολογιστικών και δικτυακών πόρων αλλά και ετερογενών δια-παροχικών υποδομών σε περίπτωση ύπαρξης πολλαπλών παρόχων υποδομής. Επιπλέον κατά την διάρκεια της ενσωμάτωσης λαμβάνονται υπόψη οι απαιτήσεις και το ποσοστό παροχής ποιότητας υπηρεσίας στους τελικούς χρήστες, ικανοποιώντας όλες τις εμπλεκόμενες οντότητες του περιβάλλοντος εικονικοποίησης.

Ειδικά στην περίπτωση ύπαρξης πολλαπλών παρόχων υποδομής, η λύση επεκτείνεται για την αντιστοίχιση πόρων σε πολλαπλούς τομείς με την υλοποίηση μιας ιεραρχικής μεθοδολογίας, με στόχο την αντιμετώπιση της εγγενούς πολυπλοκότητας και των δυσκολιών κλιμάκωσης που προκύπτουν κατά την διάρκεια της επίλυσης. Η αντιστοίχιση των πόρων σε κάθε πάροχο υποδομής γίνεται με στόχο την μείωση του κόστους παροχής του εικονικού δικτύου. Στην συγκεκριμένη διατριβή το κόστος διαμορφώνεται ως συνάρτηση των διαθέσιμων πόρων σε κάθε πάροχο υποδομής με σκοπό να διευκολυνθεί η μετέπειτα ενσωμάτωση των εικονικών δικτύων.

Επιπλέον, λαμβάνοντας υπόψη ότι τα κοινωνικά δίκτυα μπορούν να χρησιμοποιηθούν για τον σχεδιασμό αλγορίθμων και πρωτοκόλλων για ακόμα πιο αποδοτική παροχή υπηρεσιών, εξετάζεται η χρήση τεχνικών Ανάλυσης Κοινωνικών Δικτύων (Social Network Analysis). Συγκεκριμένα, εισάγονται τα κοινωνικά χαρακτηριστικά του φυσικού δικτύου στην ΕΕΔ, προκειμένου να ενισχυθεί η αποτελεσματική κατανομή εικονικών πόρων με στόχο την εξυπηρέτηση των απαιτήσεων των χρηστών αλλά και για την μείωση του κόστους ενσωμάτωσης.

Παρατηρώντας την θετική επίδραση της εισαγωγής των κοινωνικών χαρακτηριστικών κατά την επίλυση του προβλήματος ΕΕΔ, η διατριβή συνεχίζει με τον σχεδιασμό και ανάπτυξη μιας εφαρμογής Δικτύων Διανομής Περιεχομένου πάνω από ένα περιβάλλον εικονικοποίησης. Με αυτόν τον τρόπο γίνεται η εκμετάλλευση των πλεονεκτημάτων που προσφέρει η τεχνολογία της εικονικοποίησης (π.χ. μείωση κόστους λειτουργίας), ενώ παράλληλα δίνεται η ευκαιρία να ξεπεραστούν τα προβλήματα που αντιμετωπίζουν τα παραδοσιακά Δίκτυα Διανομής Περιεχομένου. Συγκεκριμένα, προτείνονται δύο νέοι αποδοτικοί αλγόριθμοι κάνοντας χρήση των κοινωνικών χαρακτηριστικών της υποδομής με στόχο την μείωση του συνολικού κόστους ανάπτυξης του δικτύου διανομής περιεχομένου ικανοποιώντας ταυτόχρονα όμως το επίπεδο παρεχόμενης ποιότητας υπηρεσίας προς τον τελικό χρήστη.

Η διατριβή συνεχίζει με τον σχεδιασμό, την ανάπτυξη και την πραγματική λειτουργία του Δικτύου Διανομής Περιεχομένου που προκύπτει από την εφαρμογή των προτεινόμενων αλγορίθμων σε ένα σύνολο από ασύρματες πειραματικές πλατφόρμες. Με αυτόν τον τρόπο επαληθεύεται η αποδοτικότητα των προτεινόμενων τεχνικών ενώ δίνεται η δυνατότητα να μελετηθεί η λειτουργικότητα του δικτύου που

προκύπτει αλλά και οι δυνατότητες κλιμάκωσης που προσφέρει η προτεινόμενη αρχιτεκτονική σε πραγματικό χρόνο.

Τέλος η διατριβή αναγνωρίζει το αυξανόμενο πρόβλημα της ενεργειακής κατανάλωσης της φυσικής υποδομής, από την υπερβολική ανάπτυξη και επικράτηση της τεχνολογίας της εικονικοποίησης. Ειδικότερα, συμβάλει στην αναγνώριση των κύριων πηγών κατασπατάλησης ενέργειας της φυσικής υποδομής ενώ παρουσιάζει τα κύρια μοντέλα κατανάλωσης ισχύος των φυσικών πόρων της υποδομής. Με αυτόν τον τρόπο γίνεται κατανοητό πως η κατανομή των πόρων σε ένα περιβάλλον εικονικοποίησης μπορεί να συμβάλει στην μείωση της κατανάλωσης ισχύος με την εισαγωγή ενός κατάλληλου αλγορίθμου ΕΕΔ.

Το υπόλοιπο της διατριβής αυτής παρουσιάζεται ως εξής. Στο κεφάλαιο 2, πραγματοποιείται μια σύντομη αναφορά στις μεθοδολογίες και στις τεχνικές για την επίλυση του προβλήματος ενσωμάτωσης εικονικών δικτύων. Στην συνέχεια, στο Κεφάλαιο 3 αναπτύσσεται και μοντελοποιείται ένας αλγόριθμος για την αντιστοίχιση των εικονικών δικτύων σε ένα διαμοιραζόμενο δίκτυο ενός παρόχου υποδομής. Στο Κεφάλαιο 4 παρουσιάζεται και μοντελοποιείται ένας αποδοτικός και ευέλικτος αλγόριθμος για την τμηματοποίηση των εικονικών δικτύων πάνω από ένα σύνολο παρόχων υποδομών. Η εισαγωγή των κοινωνικών χαρακτηριστικών του δικτύου στην ΕΕΔ παρουσιάζεται στο Κεφάλαιο 5. Ακολούθως, στα Κεφάλαια 6 και 7 παρουσιάζεται η σχεδίαση αλλά και η πρακτική εφαρμογή ενός Δικτύου Διανομής Περιεχομένου σε περιβάλλον εικονικοποίησης αντίστοιχα. Στο Κεφάλαιο 8 παρουσιάζεται η ενεργειακή απόδοση της ΕΕΔ και προτείνεται ένας ενεργειακά ενήμερος αλγόριθμος. Τέλος, στο Κεφάλαιο 9 πραγματοποιείται μια σύνοψη των συμπερασμάτων αλλά παρουσιάζονται επίσης και οι μελλοντικές κατευθύνσεις της διατριβής αυτής.

Κεφάλαιο 2 – Μέθοδοι Επίλυσης και Αποτίμησης Τεχνικών Ενσωμάτωσης Εικονικών Δικτύων

Το πρόβλημα της Ενσωμάτωσης Εικονικών Δικτύων είναι ένα από τα πιο καίρια προβλήματα της εικονικοποίησης δικτύων και χρήζει ιδιαίτερης σημασίας στην κατεύθυνση της ανάπτυξης και θεμελίωσης των εικονικών δικτύων στο Διαδίκτυο του Μέλλοντος. Στο Κεφάλαιο 2 δίνεται μια σύντομη κατηγοριοποίηση και περιγραφή των μεθόδων της ΕΕΔ ανάλογα με τις προκλήσεις που προσπαθούν να αντιμετωπίσουν αλλά και τις τεχνικές που χρησιμοποιούν για την επίλυση του προβλήματος.

2.1 Μοντέλα και Μέθοδοι

Το πρόβλημα της ενσωμάτωσης αιτημάτων εικονικών δικτύων πάνω από το φυσικό υπόστρωμα ικανοποιώντας τους περιορισμούς που τίθενται από τους κόμβους και τις ζεύξεις των δικτύων, μπορεί να αναχθεί σε δύσκολο πρόβλημα που μπορεί όμως να επιλυθεί σε πολυωνυμικό χρόνο (NP-hard) (Andersen, 2002). Το πρόβλημα παραμένει μη πολυωνυμικά δύσκολο ακόμα και όταν όλα τα αιτήματα είναι γνωστά εκ των προτέρων. Αρκετές τεχνικές έχουν προταθεί για να αντιμετωπίσουν την πολυπλοκότητα και τις προκλήσεις που εισάγει το πρόβλημα ΕΕΔ. Στην συνέχεια, παρουσιάζονται παραδείγματα των ήδη υπάρχοντων τεχνικών για την επίλυση του προβλήματος.

2.1.1 ΕΕΔ σε πραγματικό και μη πραγματικό χρόνο

Στην πραγματικότητα τα αιτήματα των εικονικών δικτύων θα πρέπει να εξυπηρετούνται καθώς φθάνουν. Αυτό όμως αυξάνει την πολυπλοκότητα του προβλήματος καθώς απαιτεί την παρακολούθηση των πόρων του φυσικού δικτύου σε πραγματικό χρόνο. Για την ακρίβεια, αρκετοί ερευνητές έχουν προτείνει διάφορες μεθόδους για την εξυπηρέτηση εικονικών δικτύων σε πραγματικό χρόνο (Houidi, 2011), (Chowdhury, 2012). Παρόλα αυτά η επίλυση του προβλήματος ΕΕΔ σε μη πραγματικό χρόνο (Szeto, 2003), (Lu, 2006), (Zhu, 2006), (Houidi, 2008) όπου όλα τα αιτήματα εικονικών δικτύων θεωρούνται γνωστά εκ των προτέρων μπορεί να μειώσει σημαντικά την πολυπλοκότητα του προβλήματος.

Σε περίπτωση επίλυσης του προβλήματος σε πραγματικό χρόνο, η αντιστοίχιση των πόρων οδηγεί σε μια υπό-βέλτιστη λύση ως προς την χρησιμοποίηση και την εξισορροπημένη κατανομή πόρων του φυσικού δικτύου, αλλά και ως προς το ποσοστό των επιτυχημένων αιτημάτων εικονικών δικτύων. Αντίθετα η επίλυση σε μη πραγματικό χρόνο μπορεί να οδηγήσει σε βέλτιστη αντιστοίχιση εικονικών σε φυσικών πόρων, επιτυγχάνοντας εξισορρόπηση φόρτου. Προκειμένου, να επιτευχθεί μια μέση λύση, αρκετές τεχνικές προτείνουν υβριδικές μεθόδους όπου τα εισερχόμενα αιτήματα εικονικών δικτύων που έρχονται σε ένα προκαθορισμένο διάστημα χρόνου, εξυπηρετούνται ταυτόχρονα σε μη πραγματικό χρόνο (Houidi, 2011), (Chowdhury, 2012).

2.1.2 ΕΕΔ σε μία ή δύο φάσεις

Ένας άλλος τρόπος για να μειωθεί η πολυπλοκότητα του προβλήματος είναι να διασπαστεί η ΕΕΔ σε δύο φάσεις (Yu, 2008). Σε πρώτη φάση πραγματοποιείται η ενσωμάτωση των κόμβων και στην συνέχεια η ενσωμάτωση των ζεύξεων. Συγκεκριμένα μια ευρετική λύση μπορεί να χρησιμοποιηθεί αρχικά για την ενσωμάτωση εικονικών σε φυσικούς κόμβους, ενώ στην συνέχεια εφαρμόζονται κατάλληλες τεχνικές για την ενσωμάτωση ζεύξεων. Ανάμεσα στις τεχνικές αυτές ξεχωρίζουν ο αλγόριθμος συντομότερης διαδρομής (shortest path algorithm) (Zhu, 2006) σε περίπτωση που οι ροές των πακέτων θεωρείται ότι δεν μπορούν να διασπαστούν και σε αλγόριθμους πολλαπλών ροών (multi-commodity algorithms) (Yu, 2008), (Szeto 2003) όταν επιτρέπεται η διακλάδωση της ροής σε πολλαπλές διαδρομές.

Παρόλα αυτά, μεγάλη προσοχή πρέπει να δοθεί στο γεγονός ότι αυτές οι δύο φάσεις δεν είναι ανεξάρτητες μεταξύ τους. Παραδείγματος χάρι, μια κακή επιλογή κόμβων κατά την διάρκεια της πρώτης φάσης ενσωμάτωσης μπορεί να οδηγήσει στην δημιουργία μεγάλων διαδρομών κατά την δεύτερη φάση ενσωμάτωσης δημιουργώντας προβλήματα στην διαχείριση των πόρων του φυσικού δικτύου, μειώνοντας ταυτόχρονα και τους διαθέσιμους πόρους για μελλοντικά αιτήματα εικονικών δικτύων. Για αυτόν τον λόγο, έχουν προταθεί λύσεις που λύνουν τα δύο προβλήματα ταυτόχρονα αντιμετωπίζοντας τις δύο φάσεις της ΕΕΔ σαν μια (Houidi, 2011). Άλλες τεχνικές φροντίζουν να δημιουργήσουν μια έμμεση σχέση μεταξύ των δύο φάσεων, με το να εισάγουν περιορισμούς στις ζεύξεις που πρόσκεινται στους φυσικούς κόμβους κατά την φάση ενσωμάτωσης των κόμβων, προκειμένου να βελτιστοποιηθεί η επερχόμενη φάση ενσωμάτωσης των ζεύξεων (Chowdhury 2012).

2.1.3 Έλεγχος αποδοχής κατά την ΕΕΔ

Μια από τις προκλήσεις της ΕΕΔ, όπως αναφέρεται και στο προηγούμενο κεφάλαιο, είναι ο έλεγχος αποδοχής προκειμένου να διαπιστωθεί αν υπάρχουν επαρκείς πόροι για την εξυπηρέτηση ενός αιτήματος εικονικού δικτύου. Για αυτόν τον λόγο προκειμένου να διευκολυνθεί η επίλυση της ΕΕΔ, ο έλεγχος αποδοχής συχνά παρακάμπτεται με την προϋπόθεση ότι οι φυσικοί κόμβοι και ζεύξεις έχουν απεριόριστη χωρητικότητα (Zhu, 2006), (Fan, 2006), (Lu, 2006). Διαφορετικά μπορούν να παραληφθούν οι απαιτήσεις των κόμβων ή ζεύξεων (Fan, 2006), (Lu, 2006). Παρόλο αυτά η επιλογή αυτή οδηγεί σε μείωση απόδοσης της παρεχόμενης υπηρεσίας για τα ήδη υπάρχοντα εικονικά δίκτυα στο φυσικό υπόστρωμα, εξαιτίας της συμφόρησης που προκαλείται από την υπερδέσμευση των φυσικών πόρων. Συγκεκριμένα στην πραγματικότητα οι πόροι του φυσικού δικτύου είναι πεπερασμένοι και αναγκαστικά κάποια αιτήματα εικονικών δικτύων θα πρέπει να απορριφθούν ή να αναβληθούν προκειμένου να μην στερηθούν τους πόρους τους τα ήδη υπάρχοντα εικονικά δίκτυα (Houidi, 2011), (Chowdhury, 2012).

2.1.4 Ετερογενείς Πόροι Εικονικών Δικτύων

Οι εικονικοί πόροι μπορεί να είναι ετερογενείς ως προς τα λειτουργικά (π.χ. διακομιστές, δρομολογητές κ.λπ.) και μη λειτουργικά χαρακτηριστικά τους (π.χ. ΚΜΕ, μνήμη, χώρος αποθήκευσης κ.λπ.). Παρόλα αυτά, οι περισσότερες μέθοδοι χρησιμοποιούν μια απλή προσέγγιση του προβλήματος αυτού, θεωρώντας ότι υπάρχει μόνο ένα είδος κόμβου (διακομιστής) που περιγράφεται μόνο από τα χαρακτηριστικά της ΚΜΕ, ενώ το εύρος ζώνης είναι το μόνο χαρακτηριστικό των ζεύξεων (Chowdhury, 2012). Πιο ρεαλιστικές προσεγγίσεις περιλαμβάνουν κόμβους και ζεύξεις που περιγράφονται από σύνολα λειτουργικών (π.χ. τύπος κόμβου, τύπος υλικού, περιβάλλον εικονικοποίησης κ.λπ.) και μη λειτουργικών (π.χ. διαθέσιμη χωρητικότητα, απαιτήσεις ποιότητας υπηρεσίας κ.λπ.) χαρακτηριστικών (Houidi, 2011). Επιπλέον περιορισμοί μπορούν να τεθούν αν ληφθεί υπόψη εκτός των χαρακτηριστικών των κόμβων και η γεωγραφική τους θέση (Chowdhury, 2012), (Lallemand, 2010).

2.1.5 Τοπολογίες Εικονικών Δικτύων

Άλλο ένα χαρακτηριστικό των εικονικών δικτύων είναι ότι μπορούν να αναπαρασταθούν από ένα μεγάλο σύνολο τοπολογιών. Ο πάροχος υπηρεσιών, απαιτεί η τοπολογία να είναι προσαρμοσμένη ανάλογα με την εφαρμογή που πρόκειται να

διανεμηθεί και μπορεί να είναι τυχαία ή να έχει κάποια συγκεκριμένη μορφή. Συγκεκριμένα, σε αρκετές περιπτώσεις οι τοπολογίες είναι οι συνηθισμένες κόμβου και ακτίνων (hub and spoke), δεντρικές δομές (tree), τοπολογίες πλέγματος (mesh) κ.λπ. (Yu, 2008), (Chowdhury, 2012). Παρόλα αυτά, θα πρέπει ο εκάστοτε αλγόριθμος ΕΕΔ να υποστηρίζει και την ενσωμάτωση τυχαίων τοπολογιών εκτός των συνηθισμένων.

2.1.6 Κατανεμημένη ΕΕΔ

Ένα άλλο χαρακτηριστικό που συνοδεύει τις μεθόδους επίλυσης ΕΕΔ είναι αν πρόκειται για κατανεμημένη η κεντροποιημένη μέθοδο. Στις κεντροποιημένες μεθόδους ΕΕΔ, υπάρχει κάποια κεντρική οντότητα η οποία είναι υπεύθυνη για την λήψη των αιτημάτων εικονικών δικτύων και την αντιστοίχιση των εικονικών δικτύων σε ένα σύνολο από φυσικούς πόρους που πιθανότατα να ανήκουν και σε περισσότερους από έναν παρόχους υποδομής. Αυτή η οντότητα θα πρέπει επίσης να παρακολουθεί και να ανακτά πληροφορίες (monitoring) σχετικά με την τρέχουσα κατάσταση των φυσικών πόρων (διαθεσιμότητα, υπόλοιπο χωρητικότητας των πόρων κ.λπ.).

Παρόλα αυτά, η τεχνική αυτή εμφανίζει προβλήματα στην ικανότητα κλιμάκωσης (scalability) εξαιτίας της αυξημένης επιβάρυνσης του δικτύου (overhead) που προκαλείται από την συνεχή επικοινωνία με τους παρόχους υποδομής, ιδίως σε πολύ δυναμικές καταστάσεις του φυσικού δικτύου. Επιπρόσθετα, η κεντρική οντότητα μπορεί να στερείται το σύνολο των απαραίτητων πληροφοριών που χρειάζονται για την ΕΕΔ εξαιτίας της πολυδιάστατης φύσης του περιβάλλοντος εικονικοποίησης. Αντίθετα, οι κατανεμημένοι αλγόριθμοι (Houidi, 2008), (Houidi, 2010) έχει αποδειχθεί ότι συνεισφέρουν στην συνολική ανθεκτικότητα του δικτύου καθώς επίσης προσφέρει αυξημένες δυνατότητες κλιμάκωσης. Επιπλέον αντιμετωπίζει τις υψηλές χρονικές καθυστερήσεις που εισάγονται από την κεντρική οντότητα ενώ ταυτόχρονα μειώνει τον υψηλό αριθμό των μηνυμάτων που ανταλλάσσονται με την κεντρική οντότητα.

2.1.7 Δυναμική ΕΕΔ

Οι μέθοδοι ΕΕΔ διαχωρίζονται επίσης σε στατικές και δυναμικές. Κατά την στατική αντιστοίχιση των πόρων (Houidi, 2011), (Zhu, 2006), (Chowdhury, 2012), δεν επιτρέπεται καμία αλλαγή στην ενσωμάτωση του αιτήματος καθ' όλη την διάρκεια ζωής του. Αυτή η τεχνική αν και πιο εύκολη στην υλοποίηση μπορεί να οδηγήσει σε αναποτελεσματική χρησιμοποίηση των φυσικών πόρων, καθώς μια βέλτιστη ενσωμάτωση την τρέχουσα χρονική στιγμή μπορεί να κριθεί

αναποτελεσματική στο μέλλον μετά την άφιξη/αποχώρηση άλλων αιτημάτων (Schaffrath, 2010). Αντίθετα, ο δυναμικός ανασχηματισμός των εικονικών δικτύων (ζεύξεων ή κόμβων και ζεύξεων) χρησιμοποιώντας μεταφορά πόρων (resource migration) επιτρέπει την αλλαγή της ενσωμάτωσης εικονικών δικτύων σύμφωνα με την τρέχουσα ζήτηση των πόρων και του επιπέδου παρεχόμενης υπηρεσίας (Zhu, 2006), (Fan, 2006), (Yu, 2006).

Η μεταφορά των εικονικών πόρων μπορεί να βελτιώσει την αξιοποίηση των φυσικών πόρων, να αυξήσει το ποσοστό των επιτυχημένων ενσωματώσεων εικονικών δικτύων αλλά και να αυξήσει την ανθεκτικότητα της ενσωμάτωσης σε περίπτωση αστοχίας ενός φυσικού κόμβου ή ζεύξεως. Επιπλέον η παραβίαση της συμφωνίας του επιπέδου παροχής υπηρεσιών μπορεί να επιφέρει σημαντικό οικονομικό κόστος για τον πάροχο υποδομών (Guo, 2011). Τα πλεονεκτήματα αυτά συνθέτουν ένα πιο αξιόπιστο και ευέλικτο περιβάλλον εικονικής δικτύωσης. Παρόλα αυτά, ο ανασχηματισμός των εικονικών δικτύων είναι μια περίπλοκη διαδικασία που εγκυμονεί αρκετές προκλήσεις καθώς μπορεί να παρατηρηθεί διακοπή παροχής υπηρεσίας κατά την μεταφορά των κόμβων αλλά και επιπλέον κόστος λειτουργίας.

2.1.8 Τμηματοποίηση Εικονικών Δικτύων

Αιτήματα εικονικών δικτύων που είναι μεγάλα σε μέγεθος, γενικά είναι δύσκολο ή ακόμα και αδύνατο να ενσωματωθούν αποτελεσματικά. Επιπλέον η χρονική διάρκεια ενσωμάτωσης μπορεί να αυξηθεί κατακόρυφα για μεγάλα εικονικά δίκτυα. Προκειμένου να ξεπεραστούν τα μειονεκτήματα αυτά, προτείνεται η τμηματοποίηση των εικονικών δικτύων σε μικρότερα υποδίκτυα (Zhu, 2006), (Liu, 2005). Η διαίρεση ενός αιτήματος εικονικού δικτύου σε μικρότερες δικτυακές μονάδες μειώνει την πολυπλοκότητα της ΕΕΔ, ενώ ταυτόχρονα γίνεται καλύτερη διαχείριση της δυναμικής φύσης των φυσικών πόρων του υποστρώματος.

Η τμηματοποίηση των εικονικών δικτύων μπορεί να χρησιμοποιηθεί και στην περίπτωση ύπαρξης πολλαπλών παρόχων υποδομής (Houidi, 2011), (Chowdhury, 2010), (Zaheer, 2010). Συγκεκριμένα, το εικονικό δίκτυο ανάλογα με τις απαιτήσεις του θα πρέπει να τμηματοποιηθεί και να ενσωματωθεί σε διαφορετικά φυσικά υποστρώματα που αντιστοιχούν σε διαφορετικές περιοχές. Αντίστοιχα και σε αυτή την περίπτωση, η χωρητικότητα των πόρων του κάθε φυσικού υποστρώματος είναι πεπερασμένη και κατάλληλες μέθοδοι ΕΕΔ θα πρέπει να εφαρμοστούν για το κάθε φυσικό υπόστρωμα.

Συγκεκριμένα, οι τεχνικές που χρησιμοποιούνται στην περίπτωση αυτή είναι κυρίως αλγόριθμοι τμηματοποίησης γράφου, οι οποίες εκτελούνται από τον πάροχο υπηρεσιών (Houidi, 2011) ή τον ενδιάμεσο σε περίπτωση υπολογιστικού νέφους (π.χ. πλατφόρμα ORCA [Xin 2011]). Παραδείγματα τέτοιων αλγορίθμων είναι ο αλγόριθμος ελάχιστων k-κλάδων (Xin, 2011) ή κάποια παραλλαγή αυτού όπως ο

αλγόριθμος μέγιστης-ροής ελάχιστης-τομής (max-flow min-cut) που λύνεται χρησιμοποιώντας τον Ford-Fulkerson αλγόριθμο (Houidi, 2011). Αλγόριθμοι που βασίζονται σε τεχνικές τοπικής αναζήτησης μπορούν επίσης να χρησιμοποιηθούν (Zaheer 2010), ενώ ακόμα και βέλτιστοι αλγόριθμοι που χρησιμοποιούν τεχνικές γραμμικού προγραμματισμού μπορούν επίσης να υιοθετηθούν (Houidi, 2011).

Επιπλέον για την εύρεση της κατάλληλης τμηματοποίησης κατάλληλα κόστη θα πρέπει να χρησιμοποιηθούν για την αξιολόγηση της διάσπασης του αιτήματος ώστε να εξαχθεί η λύση σε ποιο φυσικό πόρο και σε ποιόν πάροχο θα πρέπει να ανατεθεί ο κάθε εικονικός πόρος. Τα κόστη αυτά μπορούν είτε να τίθενται τυχαία (Houidi, 2011), (Zaheer, 2010) είτε να σχετίζονται ανάλογα με τους διαθέσιμους υπολογιστικούς και δικτυακούς πόρους του κάθε παρόχου (Xin, 2011). Το κόστος χρησιμοποίησης μιας εικονικής ζεύξης μεταξύ δύο παρόχων υποδομών μπορεί να σχετίζεται είτε με τον αριθμό των παρόχων υποδομής που διασχίζει (Xin, 2011) είτε να σχετίζεται με το κόστος μιας εσωτερικής ζεύξης του νέφους. Στην δεύτερη περίπτωση το κόστος της ζεύξης των δύο παρόχων είναι τουλάχιστον μια τάξη μεγέθους μεγαλύτερη από αυτό της εσωτερικής ζεύξης (Houidi, 2011), (Zaheer, 2010).

2.1.9 Τεχνικές Επίλυσης ΕΕΔ

Η επίλυση του προβλήματος ΕΕΔ είναι αρκετά περίπλοκη και πολυδιάστατη. Όλες οι παραπάνω τεχνικές προκειμένου να υλοποιηθούν και να πετύχουν τον στόχο τους θα πρέπει να μεταφραστούν σε κατάλληλους αλγορίθμους με στόχο την βέλτιστη αντιστοίχιση και αξιοποίηση των φυσικών πόρων. Παρόλα αυτά, όπως ειπώθηκε στην αρχή της διατριβής αυτής, το πρόβλημα της ΕΕΔ είναι ένα πολύ δύσκολο πρόβλημα με πολλούς περιορισμούς που συχνά βρίσκονται σε αντίθεση ο ένας με τον άλλον. Προκειμένου να αντιμετωπιστεί η πολυπλοκότητα αυτή τρία είδη αλγορίθμων έχουν προταθεί.

Μεικτός Ακέραιος Προγραμματισμός – ΜΑΠ (Mixed Integer Programming – MIP): Ο ΜΑΠ παρέχει έναν ευέλικτο και μαθηματικά ακριβή τρόπο να διατυπωθούν πολυδιάστατα προβλήματα. Τα προβλήματα αυτά χαρακτηρίζονται ως δύσκολα προβλήματα που επιδέχονται επίλυση σε πολυωνυμικό χρόνο – NP hard (Garey, 1979), ενώ μεγάλης κλίμακας τέτοια προβλήματα είναι υπολογιστικά αδύνατο να λυθούν. Ο Ακέραιος Προγραμματισμός είναι μια συνηθισμένη τεχνική για την κατανομή και το χρονοπρογραμματισμό των πόρων τόσο σε ενσύρματα όσο και σε ασύρματα δίκτυα. Συγκεκριμένα, ο ΜΑΠ απευθύνεται για την επίλυση προβλημάτων που σχετίζονται με την 1) σύνθεση δικτύων και 2) με τα προβλήματα κατανομής πόρων (Resende, 2006). Παρόλα αυτά, λόγω του γεγονότος ότι για μεγάλης έκτασης προβλήματα ο ΜΑΠ οδηγεί σε υπολογιστικά αδύνατες λύσεις, ένας αριθμός μετασχηματισμών των ΜΑΠ προβλημάτων έχουν

προταθεί, όπως η Lagrangian χαλάρωση του προβλήματος, η διάσπαση του προβλήματος σε μικρότερα υποπροβλήματα, η μέθοδος κλάδου – φράγματος (branch and bound) (Houidi, 2011), και χαλάρωση γραμμικού προγραμματισμού (Chowdhury 2012).

Ευρετικοί αλγόριθμοι (Heuristics): Αν και η επίλυση της ΕΕΔ μέσω ΜΑΠ οδηγεί σε βέλτιστες λύσεις, λόγω της πολυπλοκότητας της μαθηματικής διαμόρφωσης του προβλήματος, αλλά και της έντονης υπολογιστικής δραστηριότητας που απαιτεί και οδηγεί σε ιδιαίτερα αυξημένο χρόνο εκτέλεσης, πολλές τεχνικές καταφεύγουν στην λύση των ευρετικών αλγορίθμων. Οι ευρετικοί αλγόριθμοι είναι συνήθως προσεγγιστικοί, βασίζονται σε εμπειρικούς κανόνες, ενώ οδηγούν σε μια υποβέλτιστη λύση. Παρόλα αυτά είναι πολύ πιο γρήγοροι από τους αλγορίθμους ΜΑΠ και συνήθως δεν παρουσιάζουν προβλήματα κλιμάκωσης. Οι περισσότεροι αλγόριθμοι για την επίλυση του προβλήματος ΕΕΔ (Zhu, 2006), (Yu, 2008), (Liu, 2005), (Cadere, 2008) είναι ευρετικοί και επιτυγχάνουν να βρουν ικανοποιητικές λύσεις εκπληρώνοντας τους περιορισμούς που τίθενται κατά την κατανομή των φυσικών πόρων με χαμηλή χρονική πολυπλοκότητα.

Μεταευρετικοί αλγόριθμοι (Metaheuristics): Εκτός από τους ευρετικούς αλγορίθμους, έχουν επίσης χρησιμοποιηθεί και μεταευρετικοί αλγόριθμοι για την επίλυση του προβλήματος ΕΕΔ. Μια μεταευρετική μέθοδος ορίζεται σαν μια επαναλαμβανόμενη διαδικασία που χρησιμοποιεί έναν υποκείμενο ευρετικό αλγόριθμο με στόχο να συνδυάσει με ευφυή τρόπο έννοιες για την καλύτερη εξερεύνηση του χώρου αναζήτησης λύσεων, με στόχο την εύρεση λύσεων που βρίσκονται κοντά στην βέλτιστη (Osman, 1996). Συγκεκριμένα βοηθούν την αποφυγή εγκλωβισμού σε μια τοπική βέλτιστη λύση στον χώρο αναζήτησης και συχνά οι αποφάσεις για το πώς θα κινηθούν στο χώρο αναζήτησης βασίζονται σε πιθανοτικά μοντέλα απόφασης (Blum, 2003). Για την ΕΕΔ μεταευρετικοί αλγόριθμοι βασισμένοι στην βελτιστοποίηση αποικίας μυρμηγκιών (ant colony optimization) (Fajjari, 2011) και την προσομοιωμένη απόπτηση (Zhang, 2011) έχουν χρησιμοποιηθεί. Γενικά η εφαρμογή των μεταευρετικών αλγορίθμων δεν περιορίζεται στην επίλυση συγκεκριμένων προβλημάτων και για αυτό των λόγο έχει μεγάλη απήχηση στον τομέα της κατανομής πόρων συνεπώς και στην ΕΕΔ.

Κεφάλαιο 3 – Βέλτιστη Κατανομή Εικονικών Πόρων σε Έναν Πάροχο Υποδομής

Στο κεφάλαιο αυτό παρουσιάζεται μια κατάλληλη μεθοδολογία για την βελτιστοποίηση της κατανομής των πόρων σε ένα περιβάλλον εικονικών δικτύων. Συγκεκριμένα αναπτύσσεται και μοντελοποιείται το πρόβλημα ενσωμάτωσης αιτημάτων εικονικών δικτύων ως ΜΑΠ πρόβλημα, με στόχο την ελαχιστοποίηση του κόστους ενσωμάτωσης παρέχοντας ταυτόχρονα το αντίστοιχο επίπεδο παροχής υπηρεσιών. Στην συνέχεια αξιολογείται η απόδοση του αλγορίθμου σε ένα ειδικό περιβάλλον προσομοίωσης κατάλληλο για την αποτίμηση τεχνικών ΕΕΔ εισάγοντας τα απαραίτητα μετρικά στοιχεία αξιολόγησης.

3.1 Εισαγωγή

Στόχος σε ένα περιβάλλον εικονικοποίησης ή αντίστοιχα υπολογιστικού νέφους είναι να παρέχεται η δυνατότητα στους χρήστες να ενεργοποιήσουν υπολογιστικούς, αποθηκευτικούς, δικτυακούς και άλλους στοιχειώδεις πόρους της υποδομής ώστε να χρησιμοποιήσουν κατάλληλα λογισμικά για την ενεργοποίηση λειτουργικών συστημάτων και εφαρμογών. Ο χρήστης δεν έχει έλεγχο της υποκείμενης υποδομής του παρόχου αλλά έχει τον έλεγχο των λειτουργικών συστημάτων, αποθήκευσης και εφαρμογών στα δικτυακά στοιχεία που του έχουν ανατεθεί (Mell, 2011).

Επιπλέον, θα πρέπει να εξασφαλίζεται στους χρήστες η άμεση και κατά απαίτηση πρόσβαση σε υπολογιστικούς πόρους με πολύ χαμηλό κόστος, ενώ και για τους πάροχους υποδομής/νέφους θα πρέπει να εξασφαλίζεται η ανάγκη λειτουργίας χαμηλού κόστους. Συγκεκριμένα οι πάροχοι υποδομής χρησιμοποιούν τις δυνατότητες της δυναμικής ανάθεσης πόρων χρησιμοποιώντας μόνο τους απαραίτητους πόρους για να εξασφαλίσουν το απαιτούμενο επίπεδο ποιότητας υπηρεσιών στους τελικούς χρήστες κάθε χρονική στιγμή. Αν και η πιθανότητα να εξαντληθούν όλοι οι φυσικοί πόροι είναι χαμηλή (Breitgan, 2012), το περιβάλλον λειτουργίας και κατανομής πόρων στο περιβάλλον εικονικοποίησης επιτρέπει την πολυπλεξία των διαθέσιμων πόρων ώστε να φιλοξενηθούν όσο περισσότερες αιτήσεις εικονικών αιτημάτων γίνεται (Lloriente, 2011).

Ωστόσο, η διανομή ποιότητας υπηρεσίας στους χρήστες είναι στενά συνυφασμένη με το υποκείμενο δίκτυο, την υποδομή του αλλά και την χωρητικότητα του. Για τον λόγο αυτό, οι υπολογιστικοί πόροι θα πρέπει να συνδυαστούν με τον

βέλτιστο τρόπο με τους δικτυακούς πόρους, ενώ θα πρέπει να αναπτυχθούν κατάλληλες τεχνικές βελτιστοποίησης για την κατανομή και την ενεργοποίηση τόσο των υπολογιστικών πόρων (π.χ. διακομιστές) όσο και των δικτυακών πόρων (π.χ. ζεύξεων) για να επιτραπεί η εξαγωγή εικονικών δικτύων μέσω κατάλληλων μοντέλων εικονικοποίησης. Για αυτόν τον λόγο ένας κατάλληλος αλγόριθμος πρέπει να αναπτυχθεί με σκοπό την βέλτιστη κατανομή των εικονικών πόρων στους φυσικούς πόρους της φυσικής υποδομής για την παροχή κατάλληλου επιπέδου ποιότητας υπηρεσίας.

3.2 Μοντελοποίηση και Επίλυση του Προβλήματος

Στο κεφάλαιο αυτό, προτείνεται μια μέθοδος για την αποδοτική αντιστοίχιση αιτημάτων χρηστών για εικονικούς πόρους (αιτήματα εικονικών δικτύων) σε ένα διαμοιραζόμενο φυσικό υπόστρωμα που αποτελείται από διασυνδεδεμένους υπολογιστικούς πόρους. Στην προσπάθεια αυτή μοντελοποιείται το πρόβλημα της ΕΕΔ προσαρμοσμένο κατάλληλα τόσο σε περιβάλλον εικονικής δικτύωσης όσο και σε περιβάλλον δικτυακού υπολογιστικού νέφους. Το πρόβλημα ουσιαστικά αναφέρεται στην βέλτιστη λύση του προβλήματος αντιστοίχισης εικονικών πόρων σε φυσικούς πόρους σε πραγματικό χρόνο ενώ ο αλγόριθμος αναφέρεται ως αλγόριθμος Αντιστοίχισης Δικτυακού Νέφους (Networked Cloud Mapping – NCM).

Ένα αίτημα εικονικού δικτύου σχεδιάζεται σαν ένας μη κατευθυνόμενος σταθμισμένος γράφος και συμβολίζεται ως $G^V = (N^V, E^V)$, όπου N^V αναπαριστά το σύνολο των εικονικών κόμβων και E^V το σύνολο των εικονικών ζεύξεων. Αντίστοιχα, το δίκτυο υποστρώματος του νέφους αναπαρίσταται επίσης σαν ένας μη κατευθυνόμενος γράφος με βάρη και συμβολίζεται ως $G^S = (N^S, E^S)$. Κάθε κόμβος συσχετίζεται με ένα συγκεκριμένο τύπο πόρου $a \in A$ (π.χ. διακομιστής, δρομολογητής κ.λπ.). έτσι ώστε $n^X \in V_a^X \subseteq N^X$, $a \in A$, $X \in \{V, S\}$ και $A \cup V_a^X = N^X$, $X \in \{V, S\}$. Ανάλογα με τον τύπο κάθε κόμβος $n^X \in V_a^X \subseteq N^X$ σχετίζεται με ένα σύνολο I από μη λειτουργικά χαρακτηριστικά γνωρίσματα, που ορίζονται σαν χωρητικότητες, $c_i(n^X)$, $i \in I$, $n^X \in V_a^X$, $X \in \{V, S\}$ (π.χ. ΚΜΕ, μνήμη, χώρος αποθήκευσης, αριθμός διαθέσιμων δικτυακών διεπαφών κ.λπ.). Το διάνυσμα των χωρητικότητων κάθε κόμβου συμβολίζεται ως $c(n^X)$. Επιπλέον, κάθε ζεύξη $(n^X, m^X) \in E^X$, $\forall n^X, m^X \in N^X$, $X \in \{V, S\}$, σχετίζεται με μια χωρητικότητα εύρους ζώνης $bw(n^X, m^X)$.

3.2.1 Αντιστοίχιση Εικονικών Πόρων

Η αντιστοίχιση πόρων καθορίζει την κατανομή των φυσικών πόρων (κόμβων, ζεύξεων και διαδρομών) στα αιτήματα των εικονικών δικτύων. Η κατανομή των πόρων δεν αλλάζει κατά την διάρκεια ενεργοποίησης των πόρων από τον πάροχο υποδομής (στατική ΕΕΔ) ενώ οι πόροι απελευθερώνονται μετά την λήξη του αιτήματος. Η αντιστοίχιση ενός αιτήματος όπως παρουσιάστηκε και στο Κεφάλαιο 1 αποτελείται από την ανάθεση κόμβων και την ανάθεση ζεύξεων. Συγκεκριμένα, η ανάθεση κόμβων ορίζεται ως εξής:

$$M^N: N^V \rightarrow N^S \quad (3.1)$$

$$\text{όπου } M^N(n^V) \in V_a^S, n^V \in V_a^V \subseteq N^V$$

Εισάγοντας περιορισμούς διαφορετικής ανάθεσης για τους υπολογιστικούς πόρους, κάθε εικονικός κόμβος από το ίδιο αίτημα εικονικού δικτύου πρέπει να αντιστοιχηθεί σε διαφορετικό φυσικό κόμβο:

$$M^N(n^V) = M^N(m^V) \Leftrightarrow n^V \equiv m^V \quad (3.2)$$

Για κάθε εικονικό κόμβο $n^V \in V_a^V$ που πρόκειται να ανατεθεί σε έναν φυσικό κόμβο $n^S \in V_a^S$, κάθε απαιτούμενη χωρητικότητα $i \in I$ θα πρέπει να μην ξεπερνά την διαθέσιμη χωρητικότητα C_i του φυσικού κόμβου n^S :

$$c_i(n^V) \leq C_i(n^S) \quad (3.3)$$

$$C_i(n^S) = c_i(n^S) - \sum_{\substack{\forall m^V, \text{όπου} \\ M^N(m^V)=n^S}} c_i(m^V) \quad (3.4)$$

Αντίστοιχα κάθε εικονική ζεύξη μπορεί να ανατεθεί σε μια μόνο φυσική διαδρομή P^S για ροές που δεν διακλαδίζονται ή σε ένα σύνολο από φυσικές διαδρομές \mathbf{P}^S , όταν η κίνηση της ζεύξης μπορεί να διακλαδίζεται σε πολλαπλές διαδρομές μεταξύ των δύο φυσικών κόμβων που αντιστοιχούν στα δύο τελικά σημεία της εικονικής ζεύξης. Για το συγκεκριμένο μοντέλο λύσης που αναπτύσσεται θεωρείται ότι η κίνηση μιας ζεύξης μπορεί να χωριστεί σε πολλαπλές διαδρομές, ενώ η αντιστοίχιση των ζεύξεων ορίζεται ως εξής:

$$M^E: E^V \rightarrow \mathbf{P}^S \quad (3.5)$$

$$\text{όπου } M^E(n^V, m^V) \in \mathbf{P}^S(M^N(n^V), M^N(m^V))$$

Ομοίως, η χωρητικότητα του εύρους ζώνης που απαιτείται από μια εικονική ζεύξη υπόκειται στον εξής περιορισμό:

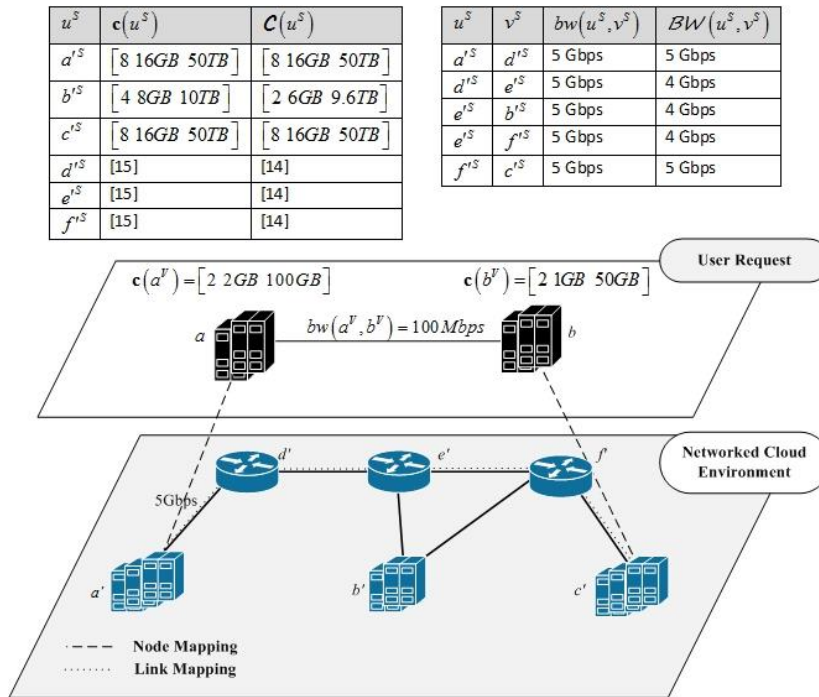
$$bw(n^V, m^V) \leq \sum_{\forall P^S \in M^E(n^V, m^V)} bw(P^S) \quad (3.6)$$

$$bw(P^S) = \min_{(u^S, v^S) \in P^S} \mathbf{BW}(u^S, v^S) \quad (3.7)$$

$$\mathbf{BW}(u^S, v^S) = bw(u^S, v^S) - \sum_{\substack{(j^V, k^V), (u^S, v^S) \\ \in M^E(j^V, k^V)}} bw(j^V, k^V) \quad (3.8)$$

Η διαθέσιμη χωρητικότητα εύρους ζώνης μιας φυσικής διαδρομής περιορίζεται από την διαθέσιμη χωρητικότητα \mathbf{BW} της πιο επιβαρυνμένης ζεύξης της διαδρομής.

Ένα παράδειγμα ενός αιτήματος εικονικού δικτύου που ανατίθεται σε ένα φυσικό υπόστρωμα παρουσιάζεται στο Σχ. 3.1. Υπάρχουν δύο διαθέσιμοι τύποι κόμβων (υπολογιστικοί κόμβοι και δρομολογητές) και διαχωρίζονται ως εξής $\{a^S, b^S, c^S\} \in V_1 \subseteq N^S$, $\{d^S, e^S, f^S\} \in V_2 \subseteq N^S$ και $\{a^V, b^V\} \in V_1 = N^V$. Στο συγκεκριμένο παράδειγμα, οι υπολογιστικοί κόμβοι συσχετίζονται με τις τιμές της ΚΜΕ, μνήμης και δίσκου αποθήκευσης, ενώ η χωρητικότητα του δρομολογητή αντιστοιχεί στον αριθμό των λογικών αιτήσεων που μπορεί να φιλοξενήσει. Οι αριθμητικές τιμές των χωρητικοτήτων που ζητούνται από το αίτημα δικτυακού νέφους αλλά και οι διαθέσιμες χωρητικότητες των φυσικών πόρων φαίνονται στον πίνακα του Σχ. 3.1. Τέλος η αντιστοίχιση των πόρων φαίνεται σχηματικά με τους εικονικούς κόμβους a^V και b^V να έχουν αντιστοιχηθεί στους κόμβους a^S και c^S , και η εικονική ζεύξη (a^V, b^V) στην διαδρομή $\{(a^S, d^S), (d^S, e^S), (e^S, f^S), (f^S, c^S)\}$.



Σχ. 3.1 Περιβάλλον εικονικοποίησης και ανάθεση αιτήματος

3.2.2 Εγγυημένη/Ασθενής Ποιότητα Υπηρεσίας στους Υπολογιστικούς Πόρους

Ο τρόπος που ενεργοποιούνται οι υπολογιστικοί πόροι ακολουθεί γενικά δύο μοντέλα. Συγκεκριμένα, η ενεργοποίηση των πόρων γίνεται είτε με σκοπό την παροχή εγγυημένης (hard) ή ασθενούς (soft) ποιότητας υπηρεσίας. Στην περίπτωση της ασθενούς ποιότητας υπηρεσίας υπάρχει η πιθανότητα να μην ικανοποιηθούν οι απαιτήσεις του χρήστη σε περίπτωση αυξημένης ζήτησης των πόρων. Παρόλα αυτά, εφαρμόζεται μια μέθοδος βέλτιστης προσπάθειας, λαμβάνοντας υπόψη το γεγονός ότι τα αιτήματα των εικονικών πόρων αλλάζουν με τον χρόνο με περιόδους αυξημένης ζήτησης που εναλλάσσονται με περιόδους χαμηλής ζήτησης (Meng, 2010). Για αυτόν τον λόγο μόνο ένα ποσοστό της χωρητικότητας των πόρων που ζητήθηκαν δεσμεύεται για την εξυπηρέτηση ενός εικονικού μηχανήματος (virtual machine), χρησιμοποιώντας κατάλληλες μεθόδους ασθενούς ενεργοποίησης (π.χ. VMware vStorage (VMware, 2013)), ώστε να φιλοξενηθούν όσο περισσότερα εικονικά μηχανήματα (Virtual Machines – VMs) στον ίδιο φυσικό κόμβο. Από την άλλη, η εγγυημένη ποιότητα υπηρεσίας, παρέχει τους απαιτούμενους πόρους ακόμα και σε περιόδους υψηλής ζήτησης με την δέσμευση του συνόλου της χωρητικότητας που ζητήθηκε από τον χρήστη.

Για αυτόν τον λόγο, οι απαιτήσεις της υπολογιστικής χωρητικότητας εκφράζονται ως εξής: ένας εικονικός κόμβος $n^V \in V_a^V$ μπορεί να ανατεθεί σε έναν φυσικό πόρο $n^S \in V_a^S$ σε περίπτωση που υπάρχει τουλάχιστον ένα ποσοστό $\mathcal{P}_{c_i(n^V)}$ (ανάλογα με το αν έχουμε εγγυημένη ή ασθενή ποιότητα υπηρεσίας) της απαιτούμενης χωρητικότητας των μη λειτουργικών γνωρισμάτων $i \in I$ έτσι ώστε να μην υπερβεί την διαθέσιμη χωρητικότητα C_i του φυσικού κόμβου n^S :

$$\mathcal{P}_{c_i(n^V)} c_i(n^V) \leq C_i(n^S) \quad (3.9)$$

$$C_i(n^S) = c_i(n^S) - \sum_{\forall m^V, m^N(m^V)=n^S} \mathcal{P}_{c_i(n^V)} c_i(m^V) \quad (3.10)$$

3.2.3 Μοντελοποίηση Μεικτού Ακέραιου Προγραμματισμού

Όπως προαναφέρθηκε στο Κεφάλαιο 2, οι φάσεις ενσωμάτωσης κόμβων και ζεύξεων δεν είναι ανεξάρτητες μεταξύ τους. Για αυτόν τον λόγο σε αυτό το κεφάλαιο αναπτύσσεται μια μεθοδολογία βασισμένη στο πρόβλημα Μεικτού Ακέραιου Προγραμματισμού η οποία συσχετίζει αυτές τις δύο φάσεις. Σε αυτήν την μέθοδο ο γράφος του δικτύου υποστρώματος προσαυξάνεται με τους εικονικούς κόμβους του αιτήματος. Κάθε εικονικός κόμβος στον προσαυξημένο γράφο υποστρώματος συνδέεται με κάθε φυσικό κόμβο με απεριόριστη χωρητικότητα εύρους ζώνης. Το νέο προσαυξημένο υπόστρωμα μοντελοποιείται επίσης σαν ένας μη κατευθυνόμενος

γράφος $G^{S'} = (N^{S'}, E^{S'})$ όπου $N^{S'} = N^S \cup N^V$ και $E^{S'} = E^S \cup \{(n^V, n^S) | \forall n^V \in N^V, \forall n^S \in N^S\}$.

Κάθε εικονική ζεύξη $(n^V, m^V) \in E^V$ ζητάει εύρος ζώνης $bw(n^V, m^V)$ και θεωρείται σαν ένα προϊόν ροής στον προσαυξημένο γράφο υποστρώματος που ξεκινάει από τον εικονικό κόμβο $n^V \in N^{S'} \setminus N^S$ και τερματίζει στο εικονικό κόμβο $m^V \in N^{S'} \setminus N^S$. Το πρόβλημα της κατανομής πόρων στον γράφο προσαυξημένου υποστρώματος μοντελοποιείται σαν ένα πρόβλημα ΜΑΠ πολλαπλών ροών (multi-commodity flow), όπου οι επικοινωνιακές απαιτήσεις μεταξύ των $N^{S'}$ κόμβων ορίζονται σαν ένα πίνακας απαιτήσεων, διαστάσεων $|N^{S'}| \times |N^{S'}|$.

Μεταβλητές

Οι μεταβλητές που θα χρησιμοποιηθούν για την επίλυση του ΜΑΠ προβλήματος είναι οι εξής:

x_{uv}^{nm} : η μεταβλητή αυτή είναι μια δυαδική μεταβλητή που τίθεται ίση με 1 όταν υπάρχει ροή από την εικονική ζεύξη $(n, m) \in E^V$ η οποία δρομολογείται μέσω της ζεύξης $(u, v) \in E^{S'}$ του προσαυξημένου γράφου.

f_{uv}^{nm} : η μεταβλητή αυτή αναπαριστά το ποσό της κίνησης της εικονικής ζεύξης $(n, m) \in E^V$ που δρομολογείται πάνω από την ζεύξη $(u, v) \in E^{S'}$ από τον κόμβο u στον κόμβο v .

Αντικειμενική Συνάρτηση

$$\min \sum_{uv \in E^S} \sum_{nm \in E^V} C_{uv} f_{uv}^{nm} + \sum_{a \in A} \sum_{nm \in E^V} \sum_{w \in V_a^S \subseteq N^S} \sum_{p \in V_a^V \subseteq N^{S'} \setminus N^S} D_w x_{pw}^{nm} \sum_{i \in I} c_i(p) + \sum_{uv \in E^S} \sum_{nm \in E^V} C_{uv} x_{uv}^{nm}$$

(3.11)

Περιορισμοί

$$f_{uv}^{nm} \geq 0, \forall u, v \in N^{S'}, \forall (n, m) \in E^V \quad (3.12)$$

$$x_{uv}^{nm} \in \{0, 1\}, \forall u, v \in N^{S'}, \forall (n, m) \in E^V \quad (3.13)$$

$$\sum_{w \in N^{S'}} f_{uw}^{nm} - \sum_{w \in N^{S'}} f_{wu}^{nm} = 0, \forall (n, m) \in E^V, \forall u \in N^{S'} \setminus \{n, m\}$$

$$\sum_{w \in N^{S'}} f_{nw}^{nm} - \sum_{w \in N^{S'}} f_{wn}^{nm} = b(n, m), \forall (n, m) \in E^V, \forall n \in N^{S'} \quad (3.14)$$

$$\sum_{w \in N^{S'}} f_{mw}^{nm} - \sum_{w \in N^{S'}} f_{wm}^{nm} = -b(n, m), \forall (n, m) \in E^V, \forall m \in N^{S'}$$

$$\mathcal{P}_{c_i(p)} c_i(p) x_{pw}^{nm} \leq C_i(w), \forall p \in V_a^V \subseteq N^{S'} \setminus N^S, \forall w \in V_a^S \subseteq N^S, \forall i \in I, \forall a \in A, \forall (n, m) \in E^V \quad (3.15)$$

$$(f_{uw}^{nm} + f_{vu}^{nm}) \leq \mathcal{BW}(u, v) x_{uv}^{nm}, \forall u, v \in N^{S'}, \forall (n, m) \in E^V \quad (3.16)$$

$$\sum_{nm \in E^V} (f_{uw}^{nm} + f_{vu}^{nm}) \leq \mathcal{BW}(u, v), \forall u, v \in N^{S'} \quad (3.17)$$

$$\sum_{p \in V_A^V \subseteq N^{S'} \setminus N^S} x_{pw}^{mn} \leq 1, \forall w \in V_A^S \subseteq N^S, \forall mn \in E^V, \forall A \quad (3.18)$$

$$\sum_{w \in V_{A'}^S \subseteq N^S} x_{pw}^{mn} = 0, \forall p \in V_A^V \subseteq N^{S'} \setminus N^S, \forall mn \in E^V, \forall A, A', A \neq A' \quad (3.19)$$

$$\sum_{w \in V_A^S \subseteq N^S} x_{pw}^{mn} = 1, \forall p \in V_A^V \subseteq N^{S'} \setminus N^S, \forall mn \in E^V \quad (3.20)$$

$$x_{uv}^{nm} = x_{vu}^{nm}, \forall u, v \in N^{S'}, \forall (n, m) \in E^V \quad (3.21)$$

$$x_{uv}^{nm} = x_{uv}^{nk} = x_{uv}^{lm}, \forall u, v \in N^{S'} \setminus N^V, k, l \in N^{S'} \setminus N^V, \forall (n, m) \in E^V \quad (3.22)$$

$$x_{uv}^{nm} \leq [f_{uv}^{nm} + f_{vu}^{nm}], \forall u, v \in N^{S'}, \forall (n, m) \in E^V \quad (3.23)$$

Στην συνέχεια, εξηγούνται η αντικειμενική συνάρτηση και οι περιορισμοί του ΜΑΠ προβλήματος.

- Ο σκοπός της αντικειμενικής συνάρτησης ελαχιστοποίησης (3.11) είναι διπλός:
 - i) Η ελαχιστοποίηση του κόστους ενσωμάτωσης του αιτήματος στο υπόστρωμα, όπως αναπαρίσταται στους δύο πρώτους όρους της αντικειμενικής συνάρτησης. Το κόστος της ενσωμάτωσης ενός αιτήματος εικονικού δικτύου αντιστοιχεί στο άθροισμα των πόρων του υποστρώματος που ανατίθενται στο συγκεκριμένο αίτημα. Συγκεκριμένα, ο πρώτος όρος αντιστοιχεί στο συνολικό ποσό του εύρους ζώνης των φυσικών διαδρομών που χρησιμοποιήθηκαν για να ενσωματώσουν τις εικονικές ζεύξεις. Ο δεύτερος όρος αντιστοιχεί στο συνολικό ποσό των υπολογιστικών πόρων των κόμβων υποστρώματος που χρησιμοποιήθηκαν για να εξυπηρετήσουν τους εικονικούς κόμβους. Τα βάρη C_{uv} και D_w μπορούν να ρυθμιστούν κατάλληλα για να επιτευχθεί κατάλληλη εξισορρόπηση φόρτου (load balancing) στους κόμβους και στις ζεύξεις αντίστοιχα. Στη συγκεκριμένη μέθοδο τα βάρη έχουν τεθεί ίσα με την αντίστροφη τιμή της διαθέσιμης χωρητικότητας σε εύρος ζώνης για τις ζεύξεις και των διαθέσιμων υπολογιστικών πόρων για τους κόμβους. Με αυτόν τον τρόπο, οι πόροι που έχουν μικρότερο φορτίο είναι πιο πιθανό να συμπεριληφθούν στην λύση σε σχέση με πιο επιβαρυσμένους πόρους.

- ii) Η ελαχιστοποίηση του συνολικού αριθμού αλμάτων των φυσικών διαδρομών που χρησιμοποιούνται για την ενσωμάτωση των εικονικών ζεύξεων, όπως αναπαρίσταται στον τρίτο όρο της αντικειμενικής συνάρτησης. Η λογική πίσω από την μείωση του συνολικού αριθμού των αλμάτων σε μια διαδρομή μεταξύ δύο κόμβων είναι η προσπάθεια για την προαγωγή της παρεχόμενης ποιότητας υπηρεσίας ως προς την καθυστέρηση της επικοινωνίας. Επιπλέον, από την στιγμή που η αντικειμενική συνάρτηση αποτελεί πολυκριτηριακή συνάρτηση, ένα αντίστοιχο κατάλληλο βάρος θα πρέπει να προστεθεί στον τρίτο όρο για τον έλεγχο της επίδρασης του όρου στο τελικό αποτέλεσμα. Στην συγκεκριμένη λύση χρησιμοποιείται το ίδιο βάρος με τον πρώτο όρο C_{uv} , ώστε να συσχετιστεί κατάλληλα το μήκος της φυσικής διαδρομής με την διαθέσιμη χωρητικότητα των ζεύξεων στην διαδρομή, εφόσον και τα δύο συνδέονται έμμεσα με την καθυστέρηση της επικοινωνίας.
- Οι περιορισμοί (3.12) και (3.13) παρέχουν τους περιορισμούς πεδίου ορισμού των δύο μεταβλητών του προβλήματος.
 - Οι περιορισμοί σχετικά με την διατήρηση της ροής στον γράφο ικανοποιούνται από το σύνολο των εξισώσεων (3.14).
 - Ο περιορισμός (3.15) εξασφαλίζει ότι η απαιτούμενη χωρητικότητα των μη λειτουργικών γνωρισμάτων $i \in I$ για έναν εικονικό κόμβο τύπου $a \in A$ που ενσωματώνεται σε έναν κόμβο υποστρώματος $w \in V_a^S \subseteq N^S$, δεν ξεπερνάει την διαθέσιμη χωρητικότητα του κόμβου αυτού.
 - Οι περιορισμοί (3.16) και (3.17) εξασφαλίζουν ότι το άθροισμα όλων των εικονικών ροών που δρομολογούνται μέσω μιας ζεύξης υποστρώματος (u, v) δεν ξεπερνάει την διαθέσιμη χωρητικότητα της ζεύξης αυτής σε εύρος ζώνης.
 - Οι περιορισμοί (3.18) και (3.19) χρησιμοποιούνται για να εξασφαλίσουν ότι ένας κόμβος υποστρώματος μπορεί να φιλοξενήσει το πολύ έναν εικονικό κόμβο του ίδιου τύπου.
 - Ο περιορισμός (3.20) διασφαλίζει ότι κάθε εικονικός κόμβος ανατίθεται σε έναν μόνο κόμβο υποστρώματος.
 - Οι περιορισμοί (3.21) και (3.23) εξασφαλίζουν ότι η δυαδική μεταβλητή x_{uv}^{nm} παίρνει την σωστή τιμή όποτε υπάρχει ροή από την εικονική ζεύξη (n, m) η οποία δρομολογείται μέσω της ζεύξης υποστρώματος (u, v) .
 - Ο περιορισμός (3.22) εγγυάται ότι η λύση που θα προκύψει από την ενσωμάτωση του δικτύου θα είναι ένας συνδεδεμένος γράφος.

3.2.4 Επίλυση Προβλήματος Μεικτού Ακέραιου Προγραμματισμού

Όπως αναφέρθηκε στο Κεφάλαιο 2, ο ΜΑΠ αν και παρέχει έναν ακριβή μαθηματικό τρόπο περιγραφής του προβλήματος, για μεγάλες διαστάσεις του προβλήματος οδηγεί σε υπολογιστικά αδύνατες λύσεις. Για τον λόγο αυτό, για την

επίλυση του παραπάνω προβλήματος εφαρμόζεται η ακόλουθη μεθοδολογία. Συγκεκριμένα, το αίτημα εικονικού δικτύου ενσωματώνεται σε δύο φάσεις. Στην πρώτη φάση η επίλυση του προβλήματος ΜΑΠ πολλαπλών ροών όπως παρουσιάστηκε στην προηγούμενη ενότητα, οδηγεί στην ενσωμάτωση των κόμβων. Στην συνέχεια σαν δεύτερη φάση γίνεται η ενσωμάτωση των ζεύξεων στο υπόστρωμα.

Ενσωμάτωση Κόμβων

Το πρόβλημα κατανομής ροών όπως παρουσιάστηκε στην προηγούμενη ενότητα λύνεται σαν ένα πρόβλημα πολλαπλών ροών λαμβάνοντας υπόψη της εικονικές ζεύξεις σαν επικοινωνιακές απαιτήσεις. Παρόλα αυτά, εξαιτίας της φύσης των ΜΑΠ προβλημάτων, μια υποβέλτιστη λύση υπολογίζεται χαλαρώνοντας το πεδίο ορισμού της ακέραιης μεταβλητής x_{uv}^{nm} από διακριτό σε συνεχές, μετατρέποντας το πρόβλημα σε πρόβλημα γραμμικού προγραμματισμού (linear programming - LP). Το χαλαρό αυτό πρόβλημα μπορεί να λυθεί σε πολυωνυμικό χρόνο χρησιμοποιώντας οποιαδήποτε κατάλληλη μέθοδο για γραμμικό προγραμματισμό (π.χ. πολυτοπικούς αλγόριθμους – simplex algorithms). Στην συνέχεια μια τεχνική στρογγυλοποίησης πρέπει να χρησιμοποιηθεί για την εξαγωγή της ακέραιης λύσης του ΜΑΠ προβλήματος. Μια κατάλληλη τεχνική στρογγυλοποίησης για γραμμικά προβλήματα είναι όταν οι δεκαδικές τιμές που παράγονται από την λύση του προβλήματος γραμμικού προγραμματισμού μεταχειρίζονται σαν πιθανότητες για την στρογγυλοποίησή τους (Raghavan, 1987), (Chowdhury, 2012).

Ενσωμάτωση Ζεύξεων

Μετά την επιτυχή φάση της ενσωμάτωσης των κόμβων, η ενσωμάτωση των ζεύξεων πραγματοποιείται με την επίλυση του προβλήματος κατανομής πολλαπλών ροών επιτρέποντας την διακλάδωση της κίνησης σε πολλαπλές διαδρομές (Resende, 2006). Διαφορετικά ένας αλγόριθμος συντομότερης διαδρομής μπορεί να χρησιμοποιηθεί για τον περιορισμό της κάθε εικονικής ζεύξης σε μια μόνο φυσική διαδρομή.

3.2.5 Ευρετικοί Άπληστοι Αλγόριθμοι

Πολλές από τις τεχνικές επίλυσης του προβλήματος ΕΕΔ βασίζονται σε ευρετικούς αλγόριθμους που οδηγούν στην εύρεση μιας υποβέλτιστης λύσης, αλλά χαρακτηρίζονται από τον γρήγορο και εύκολο τρόπο εκτέλεσής τους. Στην ενότητα αυτή παρουσιάζονται δύο ευρετικοί αλγόριθμοι οι οποίοι χρησιμοποιούνται στην συνέχεια για την διευκόλυνση της σύγκρισης του NCM αλγόριθμου.

Ο πρώτος αλγόριθμος ονομάζεται άπληστος αλγόριθμος συντομότερης διαδρομής (Greedy Shortest Path G-SP) (Zhu, 2006). Ο αλγόριθμος αυτός αποτελεί έναν πολύ απλοϊκό τρόπο για την ΕΕΔ αντιμετωπίζοντας τα δύο υπό-προβλήματα της ενσωμάτωσης των κόμβων και της ενσωμάτωσης των ζεύξεων ξεχωριστά. Συγκεκριμένα για την ενσωμάτωση των κόμβων, κάθε εικονικός κόμβος ανατίθεται στον κόμβο υποστρώματος που διαθέτει την μεγαλύτερη διαθεσιμότητα σε πόρους. Ενώ για την ενσωμάτωση των ζεύξεων χρησιμοποιείται ένας αλγόριθμος συντομότερης διαδρομής λαμβάνοντας υπόψη όμως και την χρησιμοποίηση των ζεύξεων.

Ο δεύτερος αλγόριθμος που παρουσιάζεται είναι ο άπληστος αλγόριθμος πολλαπλών ροών (Greedy Multi-commodity Flow G-MCF) (Yu, 2008). Αντίστοιχα με τον προηγούμενο αλγόριθμο και αυτός αντιμετωπίζει τα δύο υπό-προβλήματα ενσωμάτωσης ξεχωριστά. Κατά την διάρκεια της ενσωμάτωσης κόμβων, χρησιμοποιεί έναν αντίστοιχο άπληστο αλγόριθμο, για την ανάθεση εικονικών κόμβων στους φυσικούς κόμβους που εμφανίζουν την μεγαλύτερη διαθεσιμότητα πόρων. Για να διευκολύνει όμως και την μετέπειτα φάση της ενσωμάτωσης των ζεύξεων λαμβάνεται επίσης υπόψη και η διαθεσιμότητα σε εύρος ζώνης των ζεύξεων που έχουν σαν τελικό σημείο τον φυσικό κόμβο. Στην συνέχεια εφαρμόζεται ο αλγόριθμος πολλαπλών ροών, ο οποίος επιτρέπει την διάσπαση της ροής μεταξύ δύο συνδεδεμένων κόμβων σε περισσότερες από μια διαδρομές, για την καλύτερη χρησιμοποίηση των δικτυακών πόρων.

3.3 Περιβάλλον Προσομοίωσης

Για την αξιολόγηση και αποτίμηση των διάφορων τεχνικών ΕΕΔ, χρειάζεται ένα κατάλληλο περιβάλλον που να μπορεί να υποστηρίξει την δυνατότητα εικονικοποίησης, συνοδευόμενο από ένα κατάλληλο γραφικό περιβάλλον για την οπτικοποίηση της ΕΕΔ. Ταυτόχρονα θα πρέπει να εξάγει και τα απαραίτητα μετρικά στοιχεία για την αξιολόγηση της ενσωμάτωσης. Στα πλαίσια αυτής της διδακτορικής διατριβής αναπτύχθηκε ένας κατάλληλος προσομοιωτής βασισμένος στην γλώσσα προγραμματισμού java και ονομάζεται προσομοιωτής για τον έλεγχο εικονικών υποδομών (Simulator for Controlling Virtual Infrastructures CVI-Sim). Ο προσομοιωτής αυτός παρέχει ένα επεκτάσιμο περιβάλλον που επιτρέπει την αξιολόγηση της απόδοσης των τεχνικών ΕΕΔ αλλά και της αποδοτικότητας της λύσης ενσωμάτωσης. Επίσης διευκολύνει την περαιτέρω έρευνα σε επίπεδο ελέγχου και διαχείρισης των εικονικών υποδομών. Σύμφωνα με αυτές τις δυνατότητες ο CVI-Sim μπορεί να χρησιμοποιηθεί και ως εξομοιωτής για την κατανομή των πόρων, δεδομένου ότι είναι σχεδιασμένος να υποστηρίξει την εισαγωγή πραγματικών αρχείων περιγραφής πόρων (π.χ. PlanetLab RSpec (PlanetLab, 2014)) για την αξιολόγηση δικτύων υποστρώματος και αιτημάτων εικονικών δικτύων που

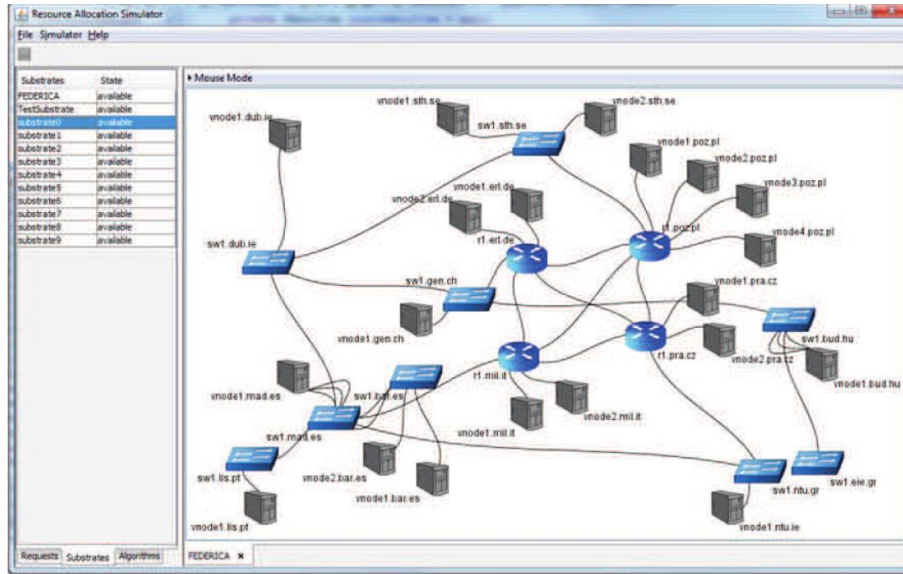
βασίζονται για χρήση σε προβλήματα πραγματικών υποδομών. Επιπλέον, επιτρέπει την δημιουργία ενός μεγάλου αριθμού αιτημάτων για εικονικούς πόρους, που βασίζονται στις απαιτήσεις των χρηστών ενώ περιγράφονται από κατάλληλες πιθανοτικές κατανομές ως προς τον ενδιάμεσο χρόνο αφίξεων αλλά και την διάρκεια ζωής των αιτημάτων, καθώς και την τυχαία αναπαραγωγή διασυνδεδεμένων πόρων του υποστρώματος. Τέλος μέσω ενός κατάλληλου εργαλείου επιτρέπει την γραφική αναπαράσταση του υποστρώματος και των αιτημάτων.

Ένα εκτεταμένο σύνολο από λειτουργικά και μη χαρακτηριστικά των πόρων χρησιμοποιείται στον CVI-Sim, για την διευκόλυνση της αξιολόγησης των διαφόρων τεχνικών ΕΕΔ υποστηρίζοντας ετερογενή περιβάλλοντα εικονικών δικτύων. Τα λειτουργικά και μη χαρακτηριστικά γνωρίσματα των κόμβων ομαδοποιούνται ανάλογα με τον τύπο του πόρου, π.χ. οι παράμετροι υπολογιστικών κόμβων περιλαμβάνουν το λειτουργικά σύστημα, το περιβάλλον εικονικοποίησης, το δικτυακό λογισμικό, τις υπολογιστικές δυνατότητες της ΚΜΕ, την διαθέσιμη μνήμη, τον συνολικό χώρο αποθήκευσης, τον μέγιστο αριθμό διεπαφών και τον μέγιστο αριθμό εικονικών μηχανημάτων που μπορούν να υποστηριχθούν. Ένα ακόμα σύνολο παραμέτρων χρησιμοποιούνται από τον προσομοιωτή για την περιγραφή των αιτημάτων π.χ. περιγραφή της διαδικασίας αφίξεων των αιτημάτων, κατανομή της διάρκειας ζωής των αιτημάτων, χρησιμοποίηση διάσπασης ροής σε περισσότερες από μια διαδρομές κ.λπ.

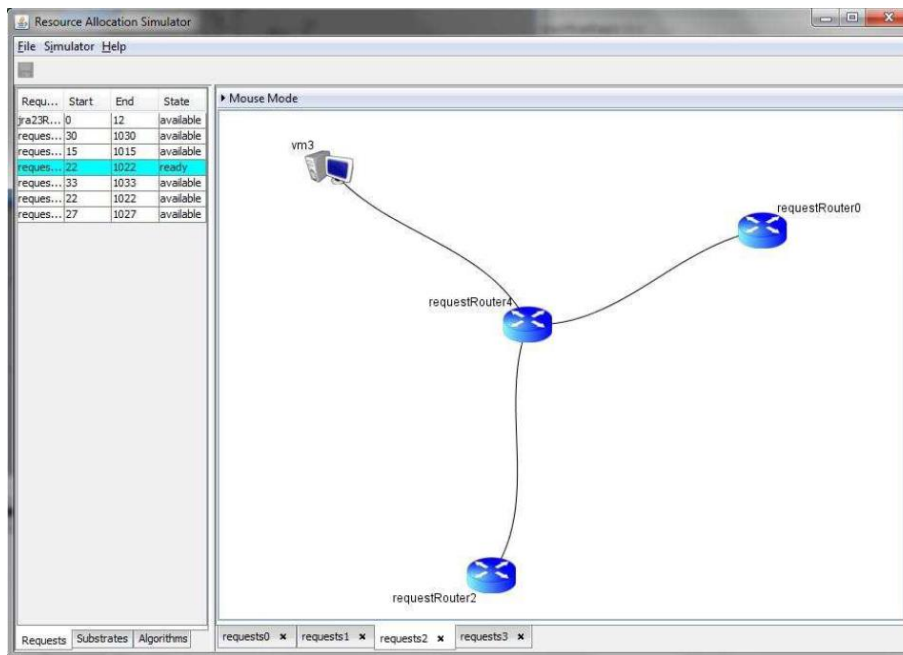
Ο CVI-Sim χρησιμοποιεί την βιβλιοθήκη λογισμικού JUNG (Jung, 2013) η οποία παρέχει μια κοινή και επεκτάσιμη γλώσσα για την διαχείριση, ανάλυση και οπτικοποίηση των δεδομένων για την αναπαράσταση ενός δικτυακού γράφου. Η γραφική διεπαφή του χρήστη (Graphical User Interface – GUI) υλοποιείται με την χρήση του εργαλείου JFC (Swing/AWT) (JFC, 2013). Τέλος για την επίλυση του χαλαρού προβλήματος ΜΑΠ που παρουσιάστηκε στην προηγούμενη ενότητα χρησιμοποιείται η βιβλιοθήκη CPLEX (CPLEX, 2013).

Στο Σχ. 3.2 φαίνεται μέρος της γραφικής διεπαφής του προσομοιωτή όπου απεικονίζεται η τοπολογία ενός δικτύου υποδομής. Αντίστοιχα στο Σχ. 3.3 φαίνεται ένα παράδειγμα της τοπολογίας ενός αιτήματος εικονικού δικτύου, ενώ στο Σχ. 3.4 απεικονίζεται πως το αίτημα ενσωματώνεται στο δίκτυο υποδομής.

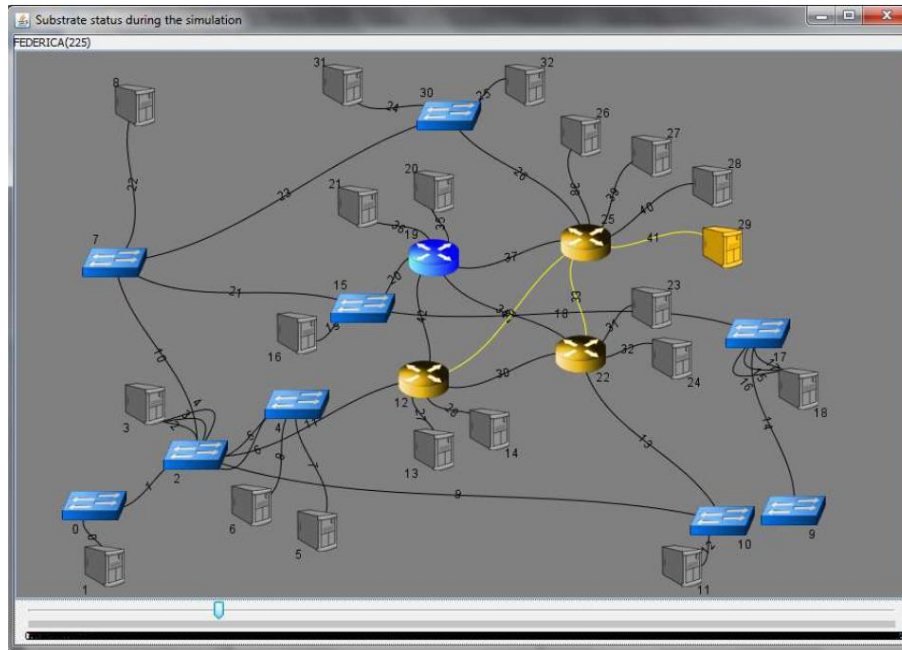
Ενσωμάτωση Εικονικών Δικτύων σε Διαμοιραζόμενες Φυσικές Υποδομές



Σχ. 3. 2 Γραφική Απεικόνιση Δικτύου Υποστρώματος



Σχ. 3. 3 Γραφική Απεικόνιση Αιτήματος Εικονικού Δικτύου



Σχ. 3.4 Γραφική Απεικόνιση ΕΕΔ

3.4 Αποτίμηση Απόδοσης

Σε αυτήν την ενότητα εξετάζεται η απόδοση του προτεινόμενου αλγορίθμου για την αντιστοίχιση των εικονικών αιτημάτων μέσω προσομοίωσης. Για την καλύτερη αξιολόγηση του αλγορίθμου, η απόδοση του συγκρίνεται με αυτήν των δύο ευρετικών αλγορίθμων G-SP και G-MCF, χρησιμοποιώντας ένα σύνολο από μετρικά στοιχεία.

3.4.1 Ρύθμιση Πειράματος και Μετρικά Στοιχεία

Για την δημιουργία του δικτύου υποστρώματος και την παραγωγή ενός ρεαλιστικού περιβάλλοντος εικονικού δικτύου, δύο τύποι κόμβων συμπεριλαμβάνονται: διακομιστές και δρομολογητές. Κάθε κόμβος λοιπόν χαρακτηρίζεται από τον τύπο του, το λειτουργικό του σύστημα (π.χ. Windows, Linux, Android, Solaris, JUNOS, κ.λπ.) και το περιβάλλον εικονικοποίησης (π.χ. Xen, VMware, KVM, JUNOS, κ.λπ.). Επιπλέον, οι κόμβοι έχουν ένα σύνολο από διαφορετικά μη λειτουργικά χαρακτηριστικά ανάλογα με τον τύπο που ανήκουν, π.χ. υπολογιστική δυνατότητα της ΚΜΕ, μνήμη, δυνατότητες αποθήκευσης για τους διακομιστές και αριθμό διαθέσιμων λογικών διεπαφών για τους δρομολογητές. Οι διαθέσιμες χωρητικότητες για την ΚΜΕ για κάθε διακομιστή και για το εύρος ζώνης για κάθε φυσική ζεύξη κατανέμονται ομοιόμορφα στο διάστημα [50-100]. Αντίστοιχα

οι διαθέσιμες χωρητικότητες, της μνήμης και του αποθηκευτικού χώρου ορίζονται επίσης ομοιόμορφα στο διάστημα [50-100]. Τέλος ο μέγιστος αριθμός των λογικών δρομολογητών που μπορούν να ενεργοποιηθούν σε έναν φυσικό δρομολογητή ορίζεται ίσος με 15 (Juniper, 2013). Οι τοπολογίες του υποστρώματος δημιουργούνται τυχαία σαν τοπολογίες μερικού πλέγματος (partial mesh) αποτελούμενες από 50 κόμβους. Η πιθανότητα δημιουργίας ενός συγκεκριμένου τύπου κόμβου είναι 80 τοις εκατό για τους διακομιστές και 20 τοις εκατό για τους δρομολογητές.

Αντίστοιχα, η χωρητικότητα της ΚΜΕ που απαιτεί ένα εικονικό μηχάνημα κατανέμεται ομοιόμορφα στο διάστημα [0-20] ενώ το εύρος ζώνης που απαιτείται από κάθε εικονική ζεύξη κατανέμεται ομοιόμορφα στο διάστημα [0-50]. Όμοια οι χωρητικότητες της μνήμης και του αποθηκευτικού χώρου που απαιτούνται κατανέμονται ομοιόμορφα στο διάστημα [0-20], ενώ ένας λογικός δρομολογητής αντιστοιχεί σε κάθε εικονικό δρομολογητή του αιτήματος εικονικού νέφους. Ο αριθμός των εικονικών κόμβων σε κάθε αίτημα κυμαίνεται τυχαία από 2 έως 10 ενώ η τοπολογία του αιτήματος χαρακτηρίζεται από πιθανότητα συνδεσιμότητας 50 τοις εκατό. Η πιθανότητα δημιουργίας ενός συγκεκριμένου τύπου κόμβου είναι 90 τοις εκατό για ένα εικονικό διακομιστή και 10 τοις εκατό για έναν εικονικό δρομολογητή. Τέλος η αναλογία μεταξύ της παροχής εγγυημένης και ασθενούς ποιότητας υπηρεσίας για τα αιτήματα εικονικών δικτύων είναι 50 τοις εκατό, όπως και το ποσοστό της χωρητικότητας των πόρων που τελικά δεσμεύονται σε περίπτωση ασθενούς ποιότητας υπηρεσίας.

Η άφιξη των αιτημάτων εικονικών δικτύων γίνεται σύμφωνα με την διαδικασία αφίξεων Poisson με μεταβαλλόμενο όμως ρυθμό (από 1 αίτημα για κάθε 100 χρονικές στιγμές μέχρι 5 αιτήματα με βήμα 0.5). Η διάρκεια ζωής κάθε αιτήματος χαρακτηρίζεται από μια εκθετική κατανομή με μέσο όρο 1000 χρονικές στιγμές. Τέλος κάθε προσομοίωση περιλαμβάνει 1000 αιτήματα ενώ επαναλαμβάνεται για 10 φορές. Η ρύθμιση αυτή του πειραματικού περιβάλλοντος είναι η συνήθης που χρησιμοποιείται για την αξιολόγηση των τεχνικών ΕΕΔ σε εικονικά περιβάλλοντα (Chowdhury, 2012), (Yu, 2008), (Zhu, 2006).

Για την ποσοτικοποίηση της απόδοσης των παραπάνω τεχνικών χρησιμοποιούνται τα μετρικά στοιχεία που φαίνονται στον πίνακα 3.1. Συγκεκριμένα, το κόστος ενσωμάτωσης (embedding cost) αντανακλά στο κόστος με το οποίο επιβαρύνεται ο πάροχος υπηρεσιών για την ενοικίαση των απαραίτητων φυσικών πόρων που θα εξυπηρετήσουν τα αιτήματα εικονικών δικτύων. Το κέρδος ενσωμάτωσης (embedding revenue) είναι ένας δείκτης κέρδους του παρόχου υποδομής από την αποδοχή αιτημάτων εικονικών δικτύων. Το ποσοστό επιτυχημένων ΕΕΔ (acceptance ratio) είναι ένας ακόμα δείκτης για το κέρδος του παρόχου υποδομής. Ορίζεται σαν το ποσοστό των αιτημάτων εικονικών δικτύων που ενσωματώθηκαν επιτυχώς προς τον συνολικό αριθμό των αιτημάτων που υποβλήθηκαν. Τέλος ο αριθμός των αλμάτων (number of hops) είναι ένας δείκτης της ποιότητας εξυπηρέτησης που παρέχεται, συνδέεται έμμεσα με την καθυστέρηση που

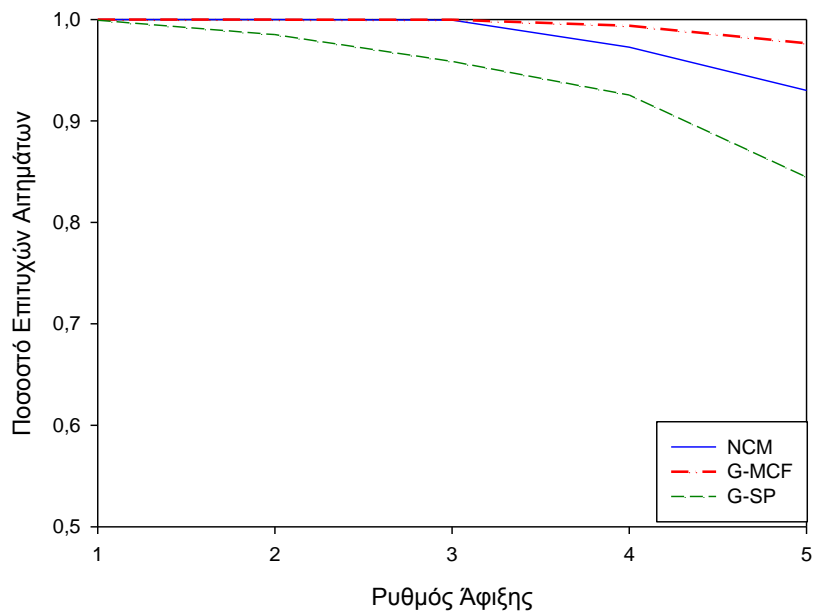
παρατηρείται στην επικοινωνία μεταξύ δύο κόμβων και ορίζεται σαν ο μέσος όρος των αλμάτων στις φυσικές διαδρομές που χρησιμοποιούνται για την αντιστοίχιση των εικονικών ζεύξεων.

Πίνακας 3.1 Μετρικά Αξιολόγησης

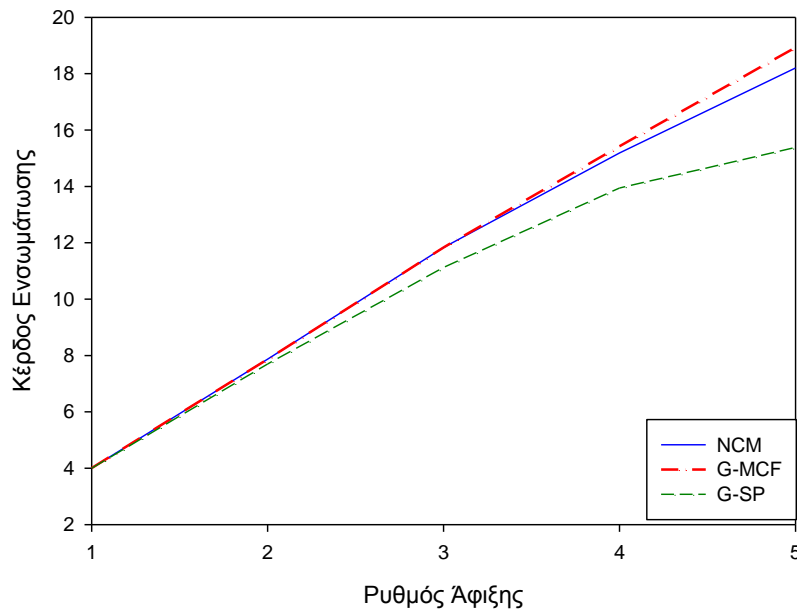
Κόστος Ενσωμάτωσης	$C(G^V) = \sum_{e^V \in E^V} \sum_{e^S \in E^S} f_{e^S}^{e^V} + \sum_{a=1}^A \sum_{n^V \in N_a^V} \sum_{i=1}^I c_i(n^V)$
Κέρδος Ενσωμάτωσης	$R(G^V) = \sum_{e^V \in E^V} b(e^V) + \sum_{a=1}^A \sum_{n^V \in N_a^V} \sum_{i=1}^I c_i(n^V)$
Ποσοστό Επιτυχών Αιτημάτων	Το μέσο ποσοστό επιτυχών ενσωματωμένων αιτημάτων
Αριθμός Αλμάτων	Ο μέσος αριθμός αλμάτων που αντιστοιχούν σε κάθε εικονική ζεύξη

3.4.2 Αριθμητικά Αποτελέσματα και Σύγκριση

Τα Σχ. 3.5 και 3.6 παρουσιάζουν την συμπεριφορά των τριών αλγορίθμων που παρουσιάστηκαν παραπάνω (NCM, G-SP και G-MCF) για τους δείκτες ποσοστού επιτυχών αιτημάτων και κέρδος ενσωμάτωσης ως προς τον ρυθμό των αφίξεων των αιτημάτων. Όπως γίνεται αντιληπτό ο αλγόριθμος NCM εμφανίζει καλύτερη απόδοση από τον G-SP ως προς το ποσοστό των αιτημάτων που ενσωματώθηκαν σωστά στο υπόστρωμα και συνεπώς ως προς το κέρδος ενσωμάτωσης. Η συμπεριφορά αυτή γίνεται ακόμα πιο έντονη στην περίπτωση που αυξάνεται ο ρυθμός αφίξεων και το υπόστρωμα αρχίζει να επιβαρύνεται από το φορτίο που εξυπηρετείται. Από την άλλη μεριά, ο NCM και G-MCF παρουσιάζουν αντίστοιχη απόδοση ως προς τα δύο αυτά μετρικά στοιχεία, ενώ και οι δύο δείκτες των μετρικών αυτών παρουσιάζουν μια ελάχιστη βελτίωση για τον G-MCF σε περίπτωση που αυξάνεται ο ρυθμός αφίξεων των αιτημάτων. Αυτό οφείλεται στο γεγονός ότι ο συγκεκριμένος αλγόριθμος τείνει να ενσωματώνει περισσότερα αιτήματα με παροχή ασθενοφιλούς ποιότητας υπηρεσίας από τον NCM.



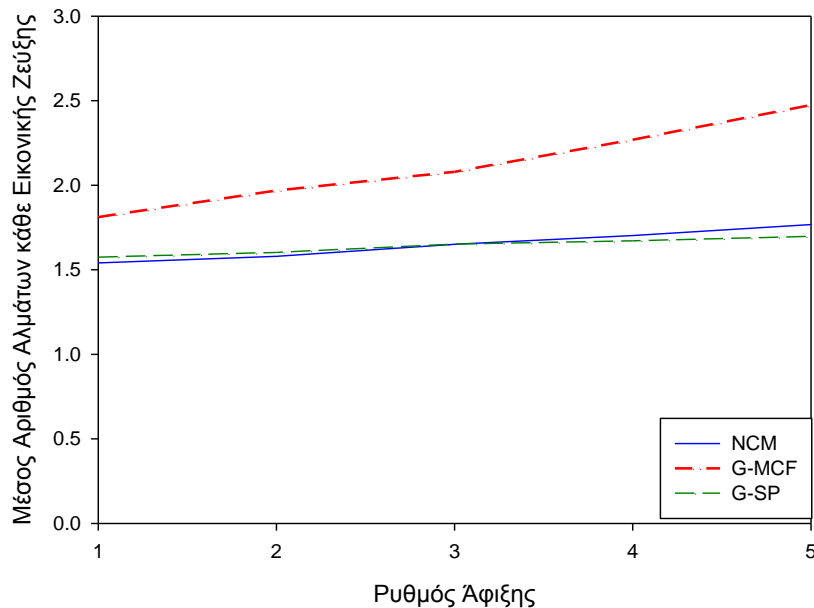
Σχ. 3.5 Ποσοστό Επιτυχών Αιτημάτων για διαφορετικούς ρυθμούς άφιξης



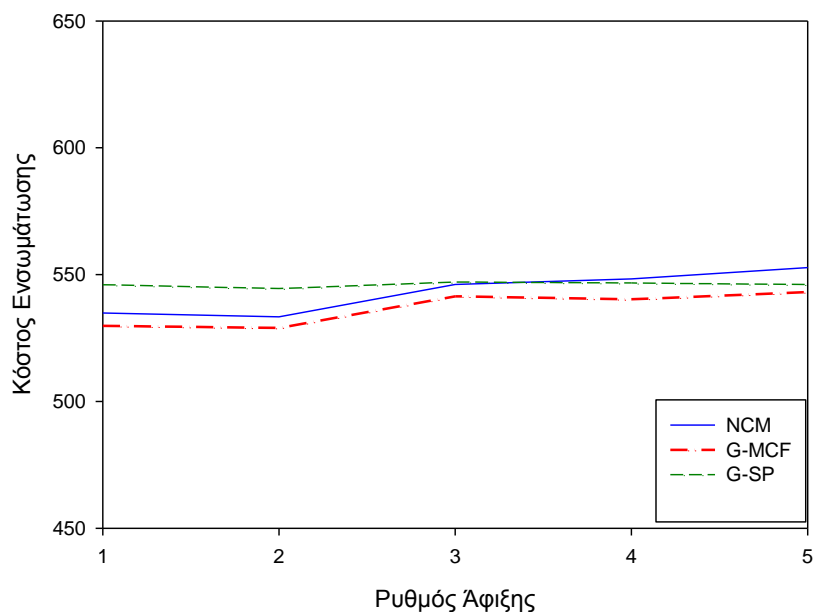
Σχ. 3.6 Κέρδος Ενσωμάτωσης για διαφορετικούς ρυθμούς άφιξης

Από το Σχήμα 3.7 γίνεται εμφανές ότι ο NCM επιτυγχάνει την μείωση των αριθμών των αλλαγών στην διαδρομή κίνησης ανάμεσα σε δύο κόμβους που επικοινωνούν, επαληθεύοντας έτσι την σωστή λειτουργία του τρίτου όρου της αντικειμενικής συνάρτησης (3.11). Επιπλέον παρά το γεγονός ότι επιτρέπεται η διακλάδωση της ροής, η συμπεριφορά του NCM αλγορίθμου είναι σχεδόν πανομοιότυπη με αυτήν του G-SP που χρησιμοποιεί τον αλγόριθμο βέλτιστης διαδρομής χωρίς να διακλαδίζεται η ροή. Επιπρόσθετα για μικρό ρυθμό αφίξεων ο

NCM εμφανίζει μικρότερο αριθμό αλμάτων κάτι που επαληθεύεται και από το κόστος ενσωμάτωσης στο Σχήμα 3.8. Με αυτόν τον τρόπο αποδεικνύεται η αποδοτική ενσωμάτωση που επιτυγχάνεται χρησιμοποιώντας τον NCM αλγόριθμο. Όταν όμως ο ρυθμός άφιξης μεγαλώνει ο NCM παρουσιάζει ελάχιστα μεγαλύτερο αριθμό αλμάτων σε σχέση με τον G-SP καθώς καταφέρνει να ενσωματώνει περισσότερα αιτήματα. Η αύξηση αυτή βέβαια οδηγεί και σε αύξηση του κόστους ενσωμάτωσης (Σχήμα 3.8).



Σχ. 3.7 Αριθμός Αλμάτων για διαφορετικούς ρυθμούς άφιξης



Σχ. 3.8 Κόστος Ενσωμάτωσης για διαφορετικούς ρυθμούς άφιξης

Αντίστοιχα για χαμηλούς ρυθμούς αφίξεων ο NCM και ο G-MCF εμφανίζουν παρόμοια συμπεριφορά ως προς το ποσοστό επιτυχών αιτημάτων που ενσωματώνεται. Παρά το γεγονός ότι ο G-MCF οδηγεί σε μεγαλύτερο αριθμό αλμάτων, το κόστος ενσωμάτωσης για τον NCM είναι ελαφρώς υψηλότερο (Σχ. 3.8). Παρατηρώντας παράλληλα το κέρδος ενσωμάτωσης καταλήγουμε στο γεγονός ότι ο NCM λόγω του δεύτερου κριτηρίου της αντικειμενικής συνάρτησης οδηγεί κυρίως σε μη διακλαδιζόμενες ροές σε σχέση με τον G-MCF. Για υψηλότερους ρυθμούς αφίξεων η διαφορά στο κόστος αυξάνεται ελαφρά εξαιτίας της διαφοράς στον αριθμό των αιτημάτων που ενσωματώθηκαν επιτυχώς. Η τελευταία αυτή παρατήρηση μαζί με την συμπεριφορά που παρατηρείται στον μέσο αριθμό των αλμάτων οδηγεί στο συμπέρασμα ότι ο NCM τείνει να ενσωματώνει αιτήματα που παράγουν περισσότερο κέρδος αντί να ενσωματώνει αιτήματα με μικρότερο αριθμό κόμβων/ζεύξεων που θα ανέβαζε το ποσοστό επιτυχών ενσωματώσεων.

Το κύριο συμπέρασμα από την αξιολόγηση της απόδοσης είναι ότι ο NCM καταφέρνει να διατηρεί το μέσο αριθμό των αλμάτων για κάθε εικονική ζεύξη σε χαμηλά επίπεδα, αποδεικνύοντας την αποδοτικότητα της μοντελοποίησης και της λύσης του αλγορίθμου. Ο μειωμένος αριθμός αλμάτων μπορεί επίσης να αναχθεί και σε βελτίωση των παραμέτρων παροχής ποιότητας υπηρεσίας (π.χ. καθυστέρηση επικοινωνίας). Επίσης γενικά όπως παρατηρείται υπάρχει μια ανταλλαγή μεταξύ του μέσου αριθμού αλμάτων των φυσικών διαδρομών που επιλέγονται από τον αλγόριθμο και του μέσου αριθμού των αιτημάτων που ενσωματώνονται επιτυχώς όπως φαίνεται από τους δύο άπληστους αλγορίθμους. Παρόλα αυτά ο NCM καταφέρνει να αντισταθμίσει το φαινόμενο αυτό, παρουσιάζοντας παρόμοια συμπεριφορά με τον G-MCF ως προς το ποσοστό επιτυχών ενσωματωμένων αιτημάτων και συνεπώς του κέρδους ενσωμάτωσης, ενώ ταυτόχρονα καταφέρνει να διατηρήσει το μέσο αριθμό αλμάτων στα χαμηλά επίπεδα του G-SP. Πρέπει επίσης να σημειωθεί ότι ρυθμίζοντας το ποσοστό διακλάδωσης για τον NCM αλγόριθμο μπορεί να προσαρμοστεί ανάλογα και το κόστος ενσωμάτωσης, π.χ. μια αύξηση στον ρυθμό διακλάδωσης οδηγεί σε μείωση του κόστους ενσωμάτωσης, αυξάνοντας παρόλα αυτά τον μέσο αριθμό αλμάτων για κάθε εικονική ζεύξη.

Όσον αφορά την αξιολόγηση για την χρησιμοποίηση των φυσικών πόρων και οι τρεις αλγόριθμοι παρουσιάζουν κοινή συμπεριφορά, με την απόδοση του NCM να βρίσκεται ανάμεσα μεταξύ των άλλων δύο αλγορίθμων. Στον Πίνακα 2, αναγράφονται ενδεικτικά η χρησιμοποίηση της ΚΜΕ και της μνήμης των διακομιστών και η χρησιμοποίηση του εύρους ζώνης των ζεύξεων για τους τρεις αλγορίθμους όταν ο ρυθμός των αφίξεων είναι ίσος με τέσσερις αφίξεις ανά 100 χρονικές στιγμές. Θα πρέπει να σημειωθεί ότι παρά την μικρή διαφορά που παρατηρείται στο ποσοστό επιτυχημένων ενσωματώσεων μεταξύ του NCM και G-MCF, ο NCM αλγόριθμος παρουσιάζει χαμηλότερη μέση χρησιμοποίηση κόμβων εξαιτίας της εξισορρόπησης φόρτου που εισάγει στην αντικειμενική συνάρτηση.

Πίνακας 3.2 Χρησιμοποίηση Πόρων

Αλγόριθμος	ΚΜΕ(%)	Μνήμη(%)	Ζεύξεις(%)
NCM	54.3	55.9	31.7
G-SP	57	56.2	32
G-MCF	58.8	61.7	35.5

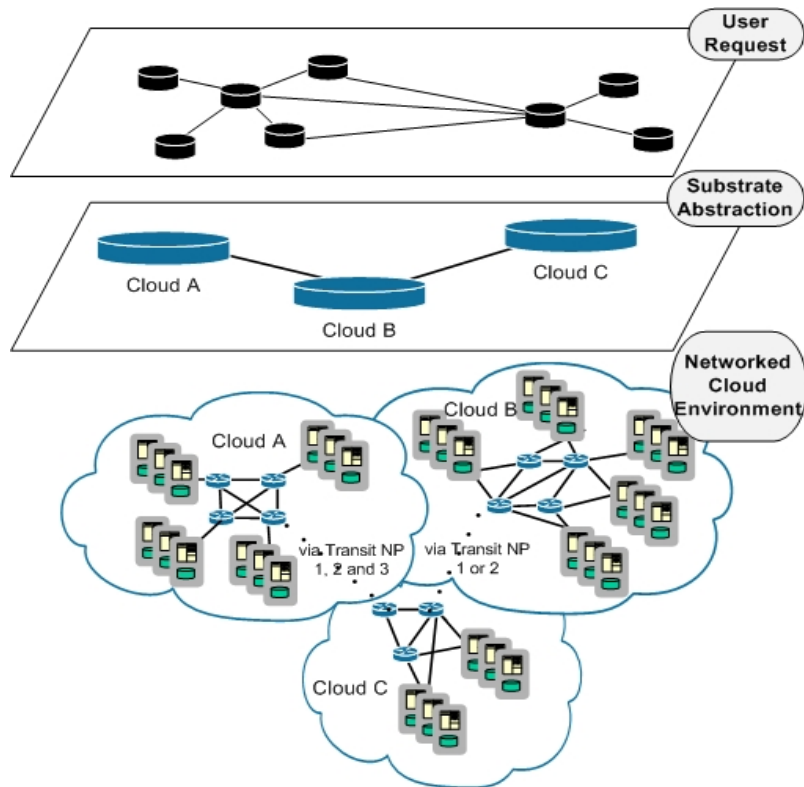
Η αξιολόγηση των αποτελεσμάτων επιδεικνύει τα οφέλη που προκύπτουν για τον πάροχο υποδομής από την χρήση του προτεινόμενου αλγορίθμου και παροτρύνει την χρησιμοποίηση του σε πραγματικό περιβάλλον. Συγκεκριμένα επιτρέπει την παροχή διαφοροποιημένης υπηρεσίας (π.χ. εγγυημένη ή ασθενής ποιότητα υπηρεσίας, φυσικές διαδρομές με χαμηλή καθυστέρηση), παρέχοντας το αντίστοιχο ποσοστό των πόρων με το ανάλογο κόστος. Επιπλέον, ο NCM τείνει να ενσωματώνει περισσότερα αιτήματα που απαιτούν εγγυημένη ποιότητα υπηρεσίας, παράγοντας περισσότερο κέρδος για τον πάροχο υποδομής. Επιπρόσθετα, επιτρέπει στον πάροχο να ελέγχει τις παραμέτρους του αλγορίθμου προκειμένου να προσαρμόσει τα αποτελέσματα του. Για παράδειγμα προσαρμόζοντας κατάλληλα τα βάρη στην αντικειμενική συνάρτηση μπορεί να αλλάξει το ποσοστό της διακλάδωσης των ροών και συνεπώς και ο αριθμός των αλμάτων. Με αυτόν τον τρόπο μπορεί να επιτευχθεί η κατάλληλη αντιστάθμιση μεταξύ του μέσου αριθμού των αλμάτων και του ποσοστού των επιτυχημένων αιτημάτων που ενσωματώθηκαν ανάλογα με τους επιχειρηματικούς στόχους του κάθε παρόχου.

Κεφάλαιο 4 – Τμηματοποίηση Εικονικών Δικτύων πάνω από Διασυνδεδεμένους Παρόχους Υποδομής

Το εικονικό περιβάλλον επιτρέπει την παροχή υπηρεσιών μέσω διαμοιραζόμενων φυσικών πόρων πάνω από το διαδίκτυο. Στην πραγματικότητα όμως υπάρχουν περισσότεροι του ενός παρόχοι υποδομής, με αποτέλεσμα να αυξάνεται η πολυπλοκότητα του προβλήματος της κατανομής των πόρων για την παροχή υπηρεσιών και εφαρμογών στους τελικούς χρήστες. Στο Κεφάλαιο αυτό παρουσιάζεται ένα ιεραρχικό πλαίσιο εργασίας για την παροχή μιας ευέλικτης μεθοδολογίας για την παροχή πόρων σε ένα περιβάλλον πολλαπλών παρόχων υποδομής. Συγκεκριμένα, αναπτύσσεται ένας μεταερευνητικός αλγόριθμος βασισμένος στην τεχνική της επαναλαμβανόμενης τοπικής αναζήτησης (Iterated Local Search –ILS), ο οποίος διευκολύνει την τμηματοποίηση ενός εικονικού αιτήματος σε πραγματικό χρόνο και με χαμηλό κόστος. Στην συνέχεια κάθε πάροχος υποδομής είναι υπεύθυνος για την αποτελεσματική ενσωμάτωση του αντίστοιχου τμήματος που του ανατέθηκε χρησιμοποιώντας μια κατάλληλη τεχνική ΕΕΔ. Τέλος η απόδοση της προτεινόμενης μεθοδολογίας αξιολογείται με την χρήση της CVI-Sim πειραματικής πλατφόρμας προσομοίωσης.

4.1 Εισαγωγή

Στο προηγούμενο κεφάλαιο παρουσιάστηκε το πρόβλημα της κατανομής πόρων σε έναν πάροχο υποδομής. Στην πραγματικότητα όμως μπορεί να υπάρχουν περισσότεροι από ένας πάροχοι. Επιπλέον είναι πιθανό ένας πάροχος να μην μπορεί να εξυπηρετήσει ολόκληρο το αίτημα με αποτέλεσμα το αίτημα να πρέπει να τμηματοποιηθεί και κάθε τμήμα να εξυπηρετηθεί από διαφορετικό πάροχο υποδομής. Έτσι δημιουργείται ένα διαφορετικό περιβάλλον στο οποίο πλέον υπάρχει μια συλλογή πόρων που περιλαμβάνουν τόσο εσωτερικούς όσο και πολλαπλών τομέων επικοινωνιακούς πόρους. Σε αυτό το περιβάλλον εκτός των παρόχων υποδομής υπάρχουν και οι πάροχοι μεταφοράς (transit) που απλά δίνουν την δυνατότητα διασύνδεσης μεταξύ των παρόχων που αποτελούν το περιβάλλον. Στο Σχ. 4.1 απεικονίζεται ένα περιβάλλον πολλαπλών παρόχων υποδομής σε περίπτωση υπολογιστικού νέφους.



Σχ. 4.1 Περιβάλλον Πολλαπλών Παρόχων Υποδομής

Το πρόβλημα της ανάθεσης πόρων στα αιτήματα εικονικών δικτύων αντιμετωπίζονται και σε αυτήν την περίπτωση σαν το πρόβλημα ΕΕΔ. Παρόλα αυτά στην περίπτωση αυτή νέες προκλήσεις έρχονται στο προσκήνιο. Συγκεκριμένα, θα πρέπει να ανατεθούν οι πόροι σε περισσότερους από έναν παρόχους, οπότε ο καθένας εμφανίζει διαφορετική διαθεσιμότητα ετερογενών φυσικών πόρων. Επίσης θα πρέπει να βρεθεί ένας κατάλληλος τρόπος για την διασύνδεση αυτών των πόρων που βρίσκονται σε διαφορετικούς παρόχους χρησιμοποιώντας κατάλληλες υπηρεσίες των εικονικών δικτύων.

Για την ενεργοποίηση του αιτήματος θα πρέπει να ακολουθηθεί η εξής διαδικασία. Κάθε πάροχος υποδομής θα πρέπει να διαφημίσει και να περιγράψει τους φυσικούς πόρους που διαθέτει. Στην συνέχεια μια ενδιάμεση οντότητα, ο πάροχος υπηρεσιών ή ο ενδιάμεσος (broker) σε περίπτωση υπολογιστικού νέφους, θα πρέπει να ανακαλύψει ποιοι διαθέσιμοι φυσικοί πόροι και από ποιούς παρόχους ταιριάζουν με τις απαιτήσεις του αιτήματος και ανάλογα να τμηματοποιήσει το αίτημα. Ακολουθεί η εσωτερική ενσωμάτωση του κάθε τμήματος στον αντίστοιχο πάροχο υποδομής με κάποια κατάλληλη τεχνική ΕΕΔ, ενώ τέλος γίνεται η ενεργοποίηση των πόρων που επιλέχθηκαν κατά την ΕΕΔ.

Η διαφορά με την ύπαρξη ενός μόνο παρόχου υποδομής είναι ότι στην παραπάνω διαδικασία εισάγεται η φάση τμηματοποίησης του αιτήματος. Ο σκοπός της τμηματοποίησης ενός εικονικού αιτήματος είναι να γίνει η βέλτιστη διάσπαση

του αιτήματος σε έναν αριθμό από διαφορετικούς παρόχους υποδομής με στόχο την ελαχιστοποίηση του κόστους τμηματοποίησης και ενσωμάτωσης.

Δυστυχώς όμως και το πρόβλημα της τμηματοποίησης ενός εικονικού αιτήματος ανήκει στην κατηγορία των μη πολυωνυμικών δύσκολων προβλημάτων. Για αυτόν τον λόγο και σε αυτήν την περίπτωση θα πρέπει να βρεθούν κατάλληλοι αλγόριθμοι οι οποίοι θα πρέπει να χαρακτηρίζονται από την εύκολη, γρήγορη αλλά και αποδοτική τμηματοποίηση του αιτήματος. Συγκεκριμένα η λύση της τμηματοποίησης θα πρέπει να στοχεύει τόσο στην αποτελεσματική τμηματοποίηση του αιτήματος σε έναν αριθμό υπό-αιτημάτων, αλλά και στην αποτελεσματική αντιστοίχιση κάθε υπό-αιτήματος στον κατάλληλο πάροχο που θα πρέπει να το ενσωματώσει.

4.2 Μοντέλα και Μέθοδοι

Το πρόβλημα της τμηματοποίησης του αιτήματος σχετίζεται με το πρόβλημα της τμηματοποίησης του γράφου (graph partitioning problem). Η τμηματοποίηση/διχοτόμηση του γράφου είναι ένα σύνθετο μη πολυωνυμικό πλήρες (NP-complete) πρόβλημα, ενώ βρίσκει εφαρμογές σε πολλά προβλήματα όπως για την εξισορρόπηση φόρτου, κατανομή πόρων κ.λπ. Συγκεκριμένα αναφέρεται στον διαχωρισμό των κόμβων ενός γράφου σε έναν συγκεκριμένο αριθμό από μη επικαλυπτόμενα υποσύνολα, ανάλογα με κάποιον περιορισμό π.χ. μέγιστος αριθμός κόμβων ή ελάχιστος αριθμός ζεύξεων που τέμνονται. Για την επίλυση του προβλήματος αυτού μπορεί να χρησιμοποιηθεί ένα σύνολο από διαφορετικούς ευρετικούς και μεταευρετικούς αλγορίθμους.

Ένας από τους πιο γνωστούς ευρετικούς αλγορίθμους για την διχοτόμηση ενός γράφου είναι ο αλγόριθμος Kernighan-Lin (Kernighan, 1970). Ο αλγόριθμος αυτός είναι επαναληπτικός και ανήκει στην κατηγορία των αλγορίθμων τοπικής αναζήτησης. Συγκεκριμένα οι κόμβοι ενός γράφου χωρίζονται σε δύο ισομερή υποσύνολα. Σε κάθε επανάληψη του αλγορίθμου επιλέγεται ένα τυχαίο ζευγάρι κόμβων που δεν έχει επιλεγεί προηγουμένως και ανταλλάσσεται μεταξύ των δύο υποσυνόλων, ενώ κάποια συνάρτηση κόστους (π.χ. ελάχιστος αριθμός τεμνόμενων ζεύξεων) υπολογίζεται για την αξιολόγηση της ανταλλαγής αυτής. Η επανάληψη που καταλήγει στο μικρότερο κόστος αποθηκεύεται και αποτελεί και την τελική λύση του προβλήματος.

Επιπλέον έχουν προταθεί και μεταευρετικοί αλγόριθμοι για την επίλυση της διχοτόμησης γράφου, όπως ο μεταευρετικός αλγόριθμος αναζήτησης με απαγορευμένες κινήσεις (Tabu search) και ο αλγόριθμος προσομοιωμένης απόπτωσης (simulated annealing) (Tao, 1992). Ο μεταευρετικός αλγόριθμος της προσομοιωμένης απόπτωσης πραγματοποιεί μια στοχαστική αναζήτηση σε κάποιον γειτονικό χώρο του

πεδίου αναζήτησης λύσεων, επιτρέποντας τροποποιήσεις της τρέχουσας λύσης με σκοπό την βελτίωση της τιμής της αντικειμενικής συνάρτησης. Συγκεκριμένα, μια τροποποίηση που οδηγεί σε βελτίωση της τρέχουσας λύσης γίνεται πάντα δεκτή ενώ μια τροποποίηση που δεν οδηγεί σε καλύτερη λύση γίνεται αποδεκτή με κάποια πιθανότητα. Στην αρχή της αναζήτησης η τιμή της πιθανότητας αυτή είναι αρκετά μεγάλη ενώ στη συνέχεια μικραίνει με σκοπό να περιοριστεί η αναζήτηση σε μια συγκεκριμένη περιοχή του χώρου αναζήτησης. Ο αλγόριθμος της αναζήτησης με απαγορευμένες κινήσεις ψάχνει να βρει την καλύτερη δυνατή γειτονική λύση ακόμα και αν δεν βελτιώνει την τιμή της αντικειμενικής συνάρτησης. Παρόλα αυτά κρατάει τις λύσεις αυτές σε μια λίστα απαγορευμένων κινήσεων ώστε να αποφευχθεί να χρησιμοποιηθεί ξανά σε μελλοντική αναζήτηση. Με αυτόν τον τρόπο αποφεύγονται τοπικά βέλτιστα στον χώρο αναζήτησης που μπορεί να οδηγήσουν σε υπό-βέλτιστες λύσεις.

Σε περίπτωση που το πρόβλημα δεν περιορίζεται στην ισομερή διχοτόμηση του γράφου μπορούν να χρησιμοποιηθούν τα προβλήματα των ελάχιστων k -κλάδων (min k -cut problem) και της πολυοδικής τμηματοποίησης (multiway partitioning). Στην περίπτωση του k -cut προβλήματος ο στόχος είναι η εύρεση του ελάχιστου αριθμού των ζεύξεων που αν αφαιρεθούν θα δημιουργηθούν k νησίδες γράφων χωρίς να υπάρχει σύνδεση μεταξύ τους (Goldschmidt, 1988). Στην περίπτωση που οι ζεύξεις χαρακτηρίζονται από κάποιο βάρος τότε το πρόβλημα αυτό για ένα αυθαίρετο αριθμό k κλάδων αποτελεί μη πολυωνυμικό πλήρες πρόβλημα, και αρκετές προσεγγίσεις μπορούν να εφαρμοστούν για την επίλυση του (Sanchis, 1989), (Kang, 2000), (Karoor, 1996), (Stoer, 1997).

4.3 Μοντελοποίηση και Επίλυση του Προβλήματος

Στην ενότητα αυτή προτείνεται μια ιεραρχική μέθοδος για την περίπτωση ενός περιβάλλοντος με πολλαπλούς παρόχους υποδομής. Συγκεκριμένα αναλύεται όλη η διαδικασία από την υποβολή ενός αιτήματος του χρήστη και την τμηματοποίηση του αιτήματος μέχρι την επιτυχή ενσωμάτωση του κάθε υπό-αιτήματος από τον αντίστοιχο πάροχο υποδομής.

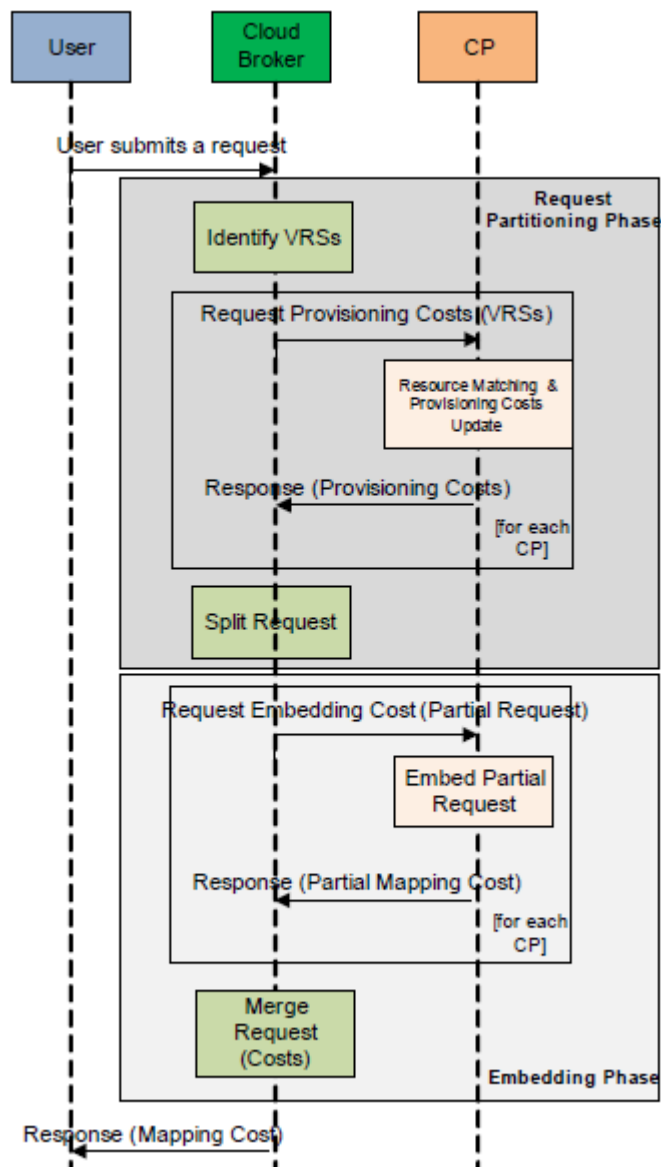
4.3.1 Αντιστοίχιση Πόρων

Στην περίπτωση που υπάρχει μόνο ένας πάροχος υποδομής, ο χρήστης επικοινωνεί κατευθείαν με τον πάροχο υπηρεσιών προκειμένου να ζητήσει κάποια υπηρεσία. Όμως στην περίπτωση ύπαρξης ενός περιβάλλοντος πολλαπλών δικτυωμένων παρόχων (Σχ. 4.1), οι χρήστες επικοινωνούν εμμέσως με τους παρόχους

Κεφάλαιο 4 – Τμηματοποίηση Εικονικών Δικτύων πάνω από Διασυνδεδεμένους Παρόχους Υποδομής

υποδομής και με τους παρόχους μεταφοράς δικτύου που διασυνδέουν τους διάφορους παρόχους υποδομής (Xin, 2011), ανάλογα με τις αποφάσεις της ενδιάμεσης οντότητας/παρόχου υπηρεσιών. Ο ενδιάμεσος είναι ουσιαστικά υπεύθυνος για την παροχή των υπηρεσιών ανάλογα με τις απαιτήσεις του χρήστη.

Η ιεραρχική μέθοδος που προτείνεται για την ενσωμάτωση των εικονικών πόρων στο περιβάλλον πολλαπλών παρόχων υποδομής αποτελείται από δύο φάσεις. Κατά την διάρκεια της πρώτης φάσης υλοποιείται η τμηματοποίηση του αιτήματος ανάμεσα στους διάφορους παρόχους υποδομής. Στην δεύτερη φάση πραγματοποιείται η ενσωμάτωση του κάθε τμήματος της αίτησης στον αντίστοιχο πάροχο. Η συνολική επικοινωνία των εμπλεκόμενων οντοτήτων φαίνεται στο Σχ. 4.2 για ένα περιβάλλον υπολογιστικού νέφους και αναλύεται εκτενώς παρακάτω.



Σχ. 4.2 Δομή της διαδικασίας αντιστοίχισης πόρων σε περιβάλλον πολλών παρόχων

Κάθε ενδιαμέσος που δέχεται ένα αίτημα, ομαδοποιεί τους εικονικούς πόρους που ζητήθηκαν σύμφωνα με τα λειτουργικά τους χαρακτηριστικά (τύπος πόρου, λειτουργικό σύστημα, περιβάλλον εικονικοποίησης κ.λπ.). Με αυτόν τον τρόπο δημιουργούνται σύνολα εικονικών πόρων - ΣΕΠ (Virtual Resource Sets – VRS) που μοιράζονται κοινά χαρακτηριστικά. Στην συνέχεια ο ενδιαμέσος επικοινωνεί με κάθε πάροχο νέφους (πάροχος υποδομής) και ζητάει να του ανακοινώσουν το κόστος για την χρησιμοποίηση των πόρων που διαθέτει.

Ο κάθε πάροχος νέφους με την σειρά του προσπαθεί να βρει τους κατάλληλους υποψήφιους φυσικούς πόρους για τα ΣΕΠ που του κοινοποιούνται και στην συνέχεια απαντάει στον ενδιαμέσο επιστρέφοντας την τιμή του κόστους. Το κόστος στην συγκεκριμένη περίπτωση σχετίζεται με την διαθεσιμότητα των αντίστοιχων φυσικών πόρων που ζητήθηκαν. Στην συνέχεια ο ενδιαμέσος θα πρέπει να πραγματοποιήσει την τμηματοποίηση του αιτήματος ανάλογα με τα κόστη που έλαβε από τους παρόχους νέφους χρησιμοποιώντας κάποιον κατάλληλο αλγόριθμο όπως παρουσιάζεται παρακάτω. Αφού ο ενδιαμέσος βρει την βέλτιστη τμηματοποίηση που ελαχιστοποιεί το κόστος, στέλνει τα αντίστοιχα τμήματα του αιτήματος στους παρόχους νέφους που επιλέχθηκαν κατά την τμηματοποίηση.

Στην συνέχεια και αφού ο κάθε πάροχος νέφους λάβει το αντίστοιχο τμήμα του αιτήματος που πρέπει να ενσωματώσει χρησιμοποιεί κάποιον κατάλληλο αλγόριθμο εσωτερικής ΕΕΔ όπως παρουσιάστηκε στο προηγούμενο κεφάλαιο. Έπειτα, αφού πραγματοποιηθεί η εσωτερική ενσωμάτωση ο πάροχος νέφους στέλνει πίσω στον ενδιαμέσο την τιμή του κόστους ενσωμάτωσης. Τέλος ο ενδιαμέσος συγκεντρώνει όλα τα επί μέρους κόστη ενσωμάτωσης από κάθε εμπλεκόμενο πάροχο νέφους και αποστέλλει στον χρήστη την συνολική τιμή του κόστους ενσωμάτωσης.

4.3.2 Ορισμός Κόστους Τμηματοποίησης

Γενικά ο μηχανισμός τιμολόγησης των υπηρεσιών που παρέχει ο πάροχος υποδομής ποικίλει. Τα διάφορα αιτήματα μπορούν να κοστολογηθούν διαφορετικά ανάλογα με την στιγμή που υποβάλλεται το αίτημα (ώρες αιχμής ή όχι), το αν υπάρχει σταθερή ή μεταβαλλόμενη τιμολόγηση ή ανάλογα με την διαθεσιμότητα των πόρων (Buyya, 2008). Στην συγκεκριμένη ενότητα, εφόσον σκοπός αποτελεί η αποτελεσματική αξιοποίηση των πόρων, το κόστος τμηματοποίησης βασίζεται στην διαθεσιμότητα των φυσικών πόρων του παρόχου υποδομής. Για αυτόν τον λόγο το κόστος αποτελεί συνάρτηση 1) της σπανιότητας των πόρων και 2) της μέσης χρησιμοποίησης των υποψήφιων πόρων. Το κόστος χρήσης μιας εικονικής ζεύξης που συνδέει δυο παρόχους υποδομής αποτελεί συνάρτηση των αριθμού των παρόχων μεταφοράς που διασχίζει, υπό τον περιορισμό ότι το κόστος χρήσης μιας τέτοιας ζεύξης θα πρέπει να είναι μεγαλύτερο από το κόστος χρήσης των εσωτερικών ζεύξεων των δύο παρόχων υποδομής που επικοινωνούν.

Υπόστρωμα

Το υπόστρωμα κάθε παρόχου υποδομής $k \in K$, όπου K είναι το σύνολο των παρόχων υποδομής μοντελοποιείται όπως και πριν σαν ένας μη κατευθυνόμενος γράφος $G_k^S = (N_k^S, E_k^S)$. Κάθε κόμβος του υποστρώματος $n_k^S \in N_k^S$ σχετίζεται με ένα σύνολο A λειτουργικών γνωρισμάτων: $A = \{\text{τυπος, λειτ. σύστ., περ. εικονοπ.}\}$, ενώ $n_{A,k}^S \in N_k^S$. Επιπλέον κάθε κόμβος $n_{A,k}^S$ σχετίζεται με ένα συγκεκριμένο σύνολο I από μη λειτουργικά χαρακτηριστικά: $I = \{\text{ΚΜΕ, μνήμη, αποθήκευση}\}$, ενώ κάθε μη λειτουργικό χαρακτηριστικό χαρακτηρίζει την διάθεσιμη χωρητικότητα του πόρου $c_i(n_{A,k}^S), i \in I$. Επιπλέον κάθε ζεύξη του υποστρώματος $u_{d,k}^S \in E_k^S, u, v \in N_k^S$ τύπου $d \in D$, όπου D είναι το σύνολο των τύπων των ζεύξεων, σχετίζεται με μια χωρητικότητα εύρους ζώνης $bw(u_{d,k}^S)$. Αντίστοιχα κάθε διαδρομή μεταξύ δύο κόμβων του υποστρώματος, που περιέχει ένα σύνολο ζεύξεων τύπου $d \in D$ ορίζεται ως $P_{d,k}^S(u, v)$.

Αίτημα Εικονικού Δικτύου

Το αίτημα εικονικού δικτύου όπως και προηγουμένως μοντελοποιείται και αυτό ως ένας μη κατευθυνόμενος γράφος $G^V = (N^V, E^V)$. Αντίστοιχα με την περιγραφή του υποστρώματος ένα σύνολο A από λειτουργικά χαρακτηριστικά περιγράφει τον κάθε εικονικό κόμβο $n_A^V \in V_A^V \subseteq N^V$ και $\cup_{V_A} V_A^V = N^V$, όπου V_A^V αποτελεί το Σύνολο των Εικονικών Πόρων που θα σταλούν στον ενδιαμέσο. Επιπλέον, ο κάθε κόμβος n_A^V σχετίζεται με ένα σύνολο I από μη λειτουργικά χαρακτηριστικά. Κάθε μη λειτουργικό χαρακτηριστικό προσδίδει την απαιτούμενη χωρητικότητα $c_i(n_A^V), i \in I$ του εικονικού κόμβου. Τέλος κάθε εικονική ζεύξη $mn_d^V \in E_d^V \subseteq E^V, m, n \in N^V$ τύπου $d \in D$, σχετίζεται με μια χωρητικότητα εύρους ζώνης $bw(mn_d^V)$. Ενώ E_d^V αποτελεί το ΣΕΠ για τις εικονικές ζεύξεις του ίδιου τύπου d .

Αντιστοίχιση Πόρων

Κάθε πάροχος υποδομής $k \in K$, όταν λάβει ένα ΣΕΠ $V_A^V, \forall A$, προσπαθεί να βρεί το κατάλληλο σύνολο των υποψήφιων κόμβων του υποστρώματος που χαρακτηρίζονται από το ίδιο σύνολο λειτουργικών χαρακτηριστικών. Το σύνολο αυτό συμβολίζεται ως εξής:

$$V_{A,k}^S = \{n_{A',k}^S \in N_k^S : A' = A\}, \forall k \in K \quad (4.1)$$

Αντίστοιχα, ο πάροχος υποδομής για κάθε ΣΕΠ που αντιστοιχεί σε συγκεκριμένο τύπο ζεύξης E_d^V , βρίσκει τις υποψήφιες φυσικές ζεύξεις του ίδιου τύπου d . Το σύνολο των υποψήφιων αυτών πόρων είναι το εξής:

$$E_{d,k}^S = \{uw_{d',k}^S \in E_k^S : d' = d, u, v \in N_k^S\}, \forall k \in K \quad (4.2)$$

Ορισμός Κόστους και Αντικειμενικής Συνάρτησης

Το κόστος παροχής πόρων από κάθε πάροχο υποδομής για κάθε ΣΕΠ V_A^V που απαιτείται, καθορίζεται από το σύνολο υποψήφιων πόρων $V_{A,k}^S$. Συγκεκριμένα, βασίζεται στον αριθμό των υποψήφιων κόμβων που έχουν αυτά τα λειτουργικά χαρακτηριστικά σε κάθε πάροχο υποδομής. Ο αριθμός αυτός συμβολίζεται ως εξής:

$$SC(V_{A,k}^S) = |V_{A,k}^S| \quad (4.3)$$

Επιπλέον και τα μη λειτουργικά χαρακτηριστικά $i \in I$ των υποψήφιων κόμβων λαμβάνονται υπόψη, χωρίς ωστόσο να αποκαλύπτονται άμεσα. Συγκεκριμένα υπολογίζεται η χρησιμοποίηση του κάθε μη λειτουργικού χαρακτηριστικού i , $\bar{U}_i(V_{A,k}^S)$, η οποία υπολογίζεται σαν η μέση τιμή των αντίστοιχων τιμών χρησιμοποίησης $U_i(c_i(n_{A,k}^S))$ όλου του συνόλου των υποψήφιων κόμβων $n_{A,k}^S \in V_{A,k}^S$. Συνολικά η μέση σταθμισμένη χρησιμοποίηση όλων των μη λειτουργικών χαρακτηριστικών του συνόλου των υποψήφιων κόμβων παρέχεται από τον εξής τύπο:

$$\bar{U}_I(V_{A,k}^S) = \sum_{vi \in I} w_i \bar{U}_i(V_{A,k}^S) \quad (4.4)$$

Παίρνοντας υπόψη τα παραπάνω το κόστος παροχής ενός κόμβου με συγκεκριμένα λειτουργικά χαρακτηριστικά $V_{A,k}^S$ για κάθε πάροχο υποδομής δίνεται από την παρακάτω εξίσωση.

$$C(V_{A,k}^S) = \frac{\bar{U}_I(V_{A,k}^S)}{SC(V_{A,k}^S)}, \forall k \in K \quad (4.5)$$

Αντίστοιχα, το κόστος παροχής μιας φυσικής ζεύξης που χαρακτηρίζεται από το ΣΕΠ E_d^V καθορίζεται από το σύνολο των υποψήφιων φυσικών ζεύξεων $E_{d,k}^S$. Όμοια και σε αυτήν την περίπτωση το κόστος σχετίζεται με την διαθεσιμότητα των υποψήφιων ζεύξεων τύπου d σε κάθε πάροχο υποδομής:

$$C(E_{d,k}^S) = \frac{\bar{U}(E_{d,k}^S)}{SC(E_{d,k}^S)}, \forall k \in K \quad (4.6)$$

Όπου $\bar{U}(E_{d,k}^S)$ είναι η μέση χρησιμοποίηση των ζεύξεων του συνόλου υποψήφιων φυσικών ζεύξεων $E_{d,k}^S$. Ενώ, το $SC(E_{d,k}^S)$ καθορίζει τον αριθμό των υποψήφιων φυσικών ζεύξεων του συγκεκριμένου τύπου που διαθέτει ο κάθε πάροχος.

Κεφάλαιο 4 – Τμηματοποίηση Εικονικών Δικτύων πάνω από Διασυνδεδεμένους Παρόχους Υποδομής

Το κόστος παροχής μιας δια-παροχικής ζεύξης τύπου E_d^V μεταξύ δύο παρόχων υποδομής k και l , $k \neq l \in K$ υπολογίζεται ως εξής:

$$C^{kl}(E_d^V) = \frac{\bar{U}^{kl}(E_d^V)}{SC^{kl}(E_d^V)} \quad (4.7)$$

Όπου $\bar{U}^{kl}(E_d^V) = \frac{\bar{U}(E_{d,k}^S) + \bar{U}(E_{d,l}^S)}{2}$, ενώ η σπανιότητα μιας δια-παροχικής ζεύξης τύπου d υπολογίζεται ως εξής:

$$SC^{kl}(E_d^V) = \max(SC(E_{d,k}^S), SC(E_{d,l}^S)) + p \quad (4.8)$$

Η τιμή p συμβλίζει το επιπλέον κόστος χρήσης μιας ζεύξης που διασχίζει έναν αριθμό από παρόχους υποδομής. Η τιμή αυτή μπορεί να κυμαίνεται ανάλογα με τον αριθμό των παρόχων μεταφοράς που διασχίζει αλλά και από την πολιτική κοστολόγησης για την παροχή δια-παροχικών ζεύξεων από τους παρόχους υποδομής. Στην συγκεκριμένη ενότητα, το p σχετίζεται με το μέγιστο κόστος παροχής μιας εσωτερικής ζεύξης των δύο παρόχων υποδομής που επικοινωνούν (20 τοις εκατό επιπλέον) και τον αριθμό των ενδιάμεσων ζεύξεων μεταφοράς για την διασύνδεση των δύο παρόχων.

Η αντίστοιχη αντικειμενική συνάρτηση για τον υπολογισμό του συνολικού κόστους ορίζεται ως εξής:

$$\begin{aligned} \min \sum_{\forall k \in K} \sum_{\forall A} \sum_{\forall n_A^V \in V_A^V} C(V_{A,k}^S) z_{n_A^V}^k + \sum_{\forall k \in K} \sum_{\forall d \in D} \sum_{\forall mn_d^V \in E_d^V} C(E_{d,k}^S) y_{mn_d^V}^{kk} \\ + \sum_{\forall k \in K} \sum_{\forall l \in K, k \neq l} \sum_{\forall d \in D} \sum_{\forall mn_d^V \in E_d^V} C^{kl}(E_d^V) y_{mn_d^V}^{kl} \end{aligned} \quad (4.9)$$

Όπου η δυαδική μεταβλητή $z_{n_A^V}^k$ γίνεται ένα όταν ο εικονικός κόμβος n_A^V ανατίθεται για ενσωμάτωση στον πάροχο υποδομής k . Αντίστοιχα η δυαδική τιμή $y_{mn_d^V}^{kk}$ τίθεται ίση με 1 όταν η εικονική ζεύξη mn_d^V έχει ανατεθεί να ενσωματωθεί εξολοκλήρου στον πάροχο υποδομής k . Τέλος, η μεταβλητή $y_{mn_d^V}^{kl}$, $k \neq l$ γίνεται ίση με ένα όταν η εικονική ζεύξη mn_d^V εκτείνεται μεταξύ πολλαπλών παρόχων υποδομής, με τους παρόχους k, l να αποτελούν τα τελικά σημεία της διαδρομής.

Σημειώνεται ότι ο πρώτος όρος της αντικειμενικής συνάρτησης (4.9) ορίζει το κόστος παροχής για τους κόμβους ανάλογα με την ανάθεση του κάθε κόμβου σε κάθε πάροχο υποδομής. Ο δεύτερος και τρίτος όρος της συνάρτησης, καθορίζουν το

συνολικό κόστος παροχής των ζεύξεων είτε παρέχονται εσωτερικά σε έναν πάροχο υποδομής είτε παρέχονται μέσω δια-παροχικών ζεύξεων.

$$C = C^N + C^L + C^{I-L}$$

4.3.3 Επαναλαμβανόμενη Τοπική Αναζήτηση

Όπως αναφέρθηκε και προηγουμένως το πρόβλημα της τμηματοποίησης ενός εικονικού αιτήματος ανήκει στην κατηγορία των μη πολυωνυμικών προβλημάτων και θα πρέπει να λυθεί με κάποια κατάλληλη προσεγγιστική μέθοδο. Για τον λόγο αυτό χρησιμοποιήθηκε ο μεταερευτικός αλγόριθμος της επαναλαμβανόμενης τοπικής αναζήτησης (Iterated Local Search – ILS), ο οποίος λόγω της γενικής του εφαρμογής αλλά και της ευκολίας υλοποίησής του, αποτελεί ιδανική μέθοδο για την γρήγορη και αποτελεσματική τμηματοποίηση ενός αιτήματος.

Ο μεταερευτικός αλγόριθμος ILS δημιουργεί μια σειρά από λύσεις που παράγονται από την επαναλαμβανόμενη εφαρμογή ενός ευρετικού αλγορίθμου και την μετακίνηση/διαταραχή (perturbation) της τοπικής βέλτιστης λύσης (local optimum) που βρίσκει (Gendreau, 2010). Ο ευρετικός αλγόριθμος που εφαρμόζεται είναι συνήθως μια τεχνική τοπικής αναζήτησης για την επίλυση του εκάστοτε προβλήματος. Ο ψευδοκώδικας για την υλοποίηση του ILS αλγορίθμου είναι ο παρακάτω:

Αλγόριθμος 1: Επαναλαμβανόμενη Τοπική Αναζήτηση

Iterated Local Search()

$s_i = \text{GenerateInitialSolution}()$

$s = \text{LocalSearch}(s_i)$

while stopping criterion is not met **do**

$s' = \text{Perturbation}(s)$

$s_c = \text{LocalSearch}(s')$

$s = \text{AcceptanceCriterion}(s, s_c)$

end while

Στην συνέχεια παρουσιάζεται πως ο ILS αλγόριθμος χρησιμοποιείται κατά την διάρκεια της τμηματοποίησης ενός αιτήματος εικονικού δικτύου. Στην περίπτωση αυτή δεν χρησιμοποιείται το ιστορικό προηγούμενων λύσεων (history) ενώ ο ILS

ουσιαστικά καταλήγει σε μια τυχαία διαδρομή στον χώρο αναζήτησης. Για την χρησιμοποίηση του ILS αλγορίθμου οι τέσσερις διεργασίες που φαίνονται στον παραπάνω αλγόριθμο θα πρέπει να ρυθμιστούν κατάλληλα:

1. **Παραγωγή Αρχικής Λύσης** (Generate Initial Solution): Το αρχικό σημείο που θα ξεκινήσει η αναζήτηση μπορεί να επιλεγεί τυχαία ή μπορεί να παραχθεί από κάποια άπληστη ευρετική τεχνική. Για την επιλογή της αρχικής λύσης στο συγκεκριμένο πρόβλημα τρεις επιλογές εξετάζονται: α) εκκίνηση από την λύση που δίνει το ελάχιστο κόστος αντιστοίχισης κόμβων β) η ανάθεση όλου του αιτήματος σε ένα μόνο πάροχο υποδομής και γ) μια τυχαία αρχική λύση. Καμία ουσιαστική βελτίωση δεν παρατηρείται ως προς τον χρόνο εκτέλεσης και το τελικό κόστος που εξάγεται, για αυτόν τον λόγο προτιμάται η τυχαία αρχική λύση που υλοποιείται πιο εύκολα.
2. **Μετακίνηση/Διαταραχή Λύσης** (Perturbation): Η μετακίνηση από κάποια τοπική βέλτιστη λύση που βρέθηκε από την τοπική αναζήτηση σε μια άλλη δημιουργεί ένα καινούριο αρχικό σημείο για την επόμενη επανάληψη της τοπικής αναζήτησης, ώστε να αποφευχθεί να εγκλωβιστεί η αναζήτηση σε μια τοπική βέλτιστη λύση και να εξερευνηθεί και άλλα μέρη του χώρου αναζήτησης. Το εύρος της μετακίνησης παίζει σημαντικό ρόλο στην απόδοση του αλγορίθμου, και συνήθως ορίζεται σαν τον αριθμό των στοιχείων της λύσης που τροποποιούνται. Για το πόσο ισχυρή θα πρέπει να είναι η διαταραχή της λύσης γίνονται διάφορες δοκιμές. Στο συγκεκριμένο πρόβλημα η διαταραχή επιτυγχάνεται με την τυχαία μετακίνηση των κόμβων στο σύνολο των διαθέσιμων παρόχων υποδομής. Ο αλγόριθμος εμφανίζει καλύτερη απόδοση όταν αλλάζει τουλάχιστον το 80 τοις εκατό της λύσης.
3. **Κριτήριο Αποδοχής** (Acceptance Criterion): Δύο κριτήρια αποδοχής δοκιμάζονται χωρίς ωστόσο να υπάρχει πρόσβαση στο ιστορικό των λύσεων: α) μόνο καλύτερες λύσεις γίνονται αποδεκτές και β) χρησιμοποίηση ενός κριτηρίου αποδοχής βασισμένο στην προσομοιωμένη απόδοση (Gendreau, 2010). Το πρώτο κριτήριο κρίνεται ως πιο κατάλληλο για το συγκεκριμένο πρόβλημα. Η επιλογή αυτή έχει το πλεονέκτημα ότι εκτελεί μια τυχαία κάθοδο στον χώρο αναζήτησης των τοπικά βέλτιστων λύσεων (Stultze, 2006).
4. **Τοπική Αναζήτηση** (Local Search): η τοπική αναζήτηση αναφέρεται στην μετακίνηση από μια τρέχουσα λύση σε κάποια άλλη σύμφωνα με κάποιους αυστηρούς κανόνες γειτνίασης. Η καινούρια λύση γίνεται αποδεκτή σύμφωνα με κάποιο κριτήριο αποδοχής ενώ αντίστοιχα υπάρχει και κάποιο κριτήριο τερματισμού για την λήξη εκτέλεσης του αλγορίθμου (Bertsekas, 1998), (Local, 2003), (Tao, 1992). Σχετικά με το αν μια νέα λύση στον χώρο αναζήτησης γίνει αποδεκτή ή όχι, μπορούν να χρησιμοποιηθούν οι τεχνικές της πρώτης ή της καλύτερης

βελτίωσης. Στο συγκεκριμένο πρόβλημα εφαρμόζεται ένας επαναληπτικός αλγόριθμος καθόδου για την τοπική αναζήτηση χρησιμοποιώντας τον κανόνα πρώτης βελτίωσης. Ενώ μια απλή μετακίνηση χρησιμοποιείται για τον ορισμό της γειτονιάς της τρέχουσας λύσης (Ταο, 1992). Συγκεκριμένα, σε κάθε επανάληψη κάθε κόμβος μετακινείται σε κάποιον άλλο πάροχο υποδομής. Τέλος ένας μέγιστος αριθμός επαναλήψεων χρησιμοποιείται ως κριτήριο τερματισμού.

4.3.4 Βέλτιστη Τμηματοποίηση Αιτήματος Εικονικού Δικτύου

Προκειμένου να εξαχθεί μια ακριβή και βέλτιστη λύση (Exact) για την σύγκριση με τον ILS αλγόριθμο, το πρόβλημα της τμηματοποίησης μπορεί να μοντελοποιηθεί σαν ένα πρόβλημα προγραμματισμού δευτέρου βαθμού (quadratic programming problem) (Houidi, 2011) όπως φαίνεται παρακάτω:

$$\left\{ \begin{array}{l} \min \sum_{\forall A} \sum_{n_A^V \in V_A^V} \sum_{k \in K} C(V_{A,k}^S) x_{n_A^V}^k + \sum_{\forall d \in D} \sum_{m < n, mn_d^V \in E_d^V} \sum_{k, l \in K} C^{kl}(E_d^V) x_m^k x_n^l \\ \sum_{k \in K} x_{n_A^V}^k = 1, \quad \forall n_A^V \in V_A^V; \quad x_{n_A^V}^k \in \{0,1\} \end{array} \right. \quad (4.10)$$

Όπου, η δυαδική μεταβλητή $x_{n_A^V}^k$ ισούται με 1 όταν ο κόμβος n_A^V ανατίθεται στον πάροχο νέφους k . Προκειμένου το πρόβλημα να μοντελοποιηθεί σαν ένα πρόγραμμα γραμμικού ακέραιου προγραμματισμού πραγματοποιείται η ακόλουθη αντικατάσταση $y_{mn_d^V}^{kl} = x_m^k x_n^l$ και το πρόβλημα παίρνει την εξής μορφή:

Αντικειμενική Συνάρτηση

$$\min \sum_{\forall A} \sum_{n_A^V \in V_A^V} \sum_{k \in K} C(V_{A,k}^S) x_{n_A^V}^k + \sum_{\forall d \in D} \sum_{m < n, mn_d^V \in E_d^V} \sum_{k, l \in K} C^{kl}(E_d^V) y_{mn_d^V}^{kl} \quad (4.11)$$

Περιορισμοί

$$\sum_{l \in K} y_{mn_d^V}^{kl} = x_m^k, \quad \forall mn_d^V \in E_d^V; \quad \forall k \in K, \quad \forall d \in D \quad (4.12)$$

$$x_m^k + x_n^l - y_{mn_d^V}^{kl} \leq 1, \quad \forall mn_d^V \in E_d^V; \quad \forall k, l \in K \quad (4.13)$$

$$\sum_{k \in K} x_{n_A^V}^k = 1, \quad \forall n_A^V \in V_A^V; \quad x_{n_A^V}^k \in \{0,1\}; \quad y_{mn_d^V}^{kl} \in \{0,1\} \quad (4.14)$$

Εφόσον όμως το πρόβλημα αυτό εξακολουθεί να είναι μη πολυωνυμικό δύσκολο πρόβλημα, για την επίλυση του χρησιμοποιείται η μέθοδος κλάδου – φράγματος (branch and bound).

4.3.5 Βέλτιστη εσωτερική ενσωμάτωση τμήματος εικονικού δικτύου

Έπειτα από την τμηματοποίηση του αιτήματος εικονικού δικτύου, ο ενδιαμέσος στέλνει το κάθε τμήμα του αιτήματος στον αντίστοιχο πάροχο υποδομής σύμφωνα με τα αποτελέσματα του αλγορίθμου τμηματοποίησης που εκτελέστηκε. Στην συνέχεια ο πάροχος υποδομής θα πρέπει να ενσωματώσει βέλτιστα το μέρος του αιτήματος που δέχτηκε χρησιμοποιώντας κάποια κατάλληλη τεχνική ΕΕΔ. Στην συγκεκριμένη μοντελοποίηση χρησιμοποιείται ο NCM αλγόριθμος που αναπτύχθηκε στο προηγούμενο κεφάλαιο και έχει σαν στόχο την ελαχιστοποίηση του κόστους ενσωμάτωσης αλλά και την ικανοποίηση των απαιτήσεων του χρήστη για παροχή υψηλής ποιότητας υπηρεσίας, μειώνοντας τον συνολικό αριθμό των αλμάτων.

4.4 Αποτίμηση Απόδοσης και Αποτελέσματα

Για την αποτίμηση της απόδοσης της μεθοδολογίας που παρουσιάστηκε προηγουμένως, χρησιμοποιείται η πειραματική πλατφόρμα CVI-Sim (Κεφάλαιο 3.3). Προκειμένου να γίνει η ενδεδειγμένη αποτίμηση της απόδοσης, εξετάζονται τέσσερις διαφορετικές περιπτώσεις οι οποίες διαφέρουν τόσο ως προς την τεχνική τμηματοποίησης αλλά και της τεχνικής ΕΕΔ που χρησιμοποιείται εσωτερικά στον κάθε πάροχο υποδομής. Οι περιπτώσεις αυτές παρουσιάζονται στον πίνακα 4.1

Πίνακας 4.1 Μεθοδολογίες Τμηματοποίησης και ΕΕΔ

Μέθοδος	Τμηματοποίηση Αιτήματος	Εσωτερική ΕΕΔ
1	Exact	G-SP
2	ILS	G-SP
3	Exact	NCM
4	ILS	NCM

Συγκεκριμένα η προτεινόμενη μεθοδολογία τμηματοποίησης η οποία βασίζεται στον μεταερευτικό αλγόριθμο ILS συγκρίνεται με την ακριβή λύση (Exact). Ενώ για την εσωτερική ενσωμάτωση του κάθε τμήματος του αιτήματος

χρησιμοποιούνται οι αλγόριθμοι G-SP και NCM που παρουσιάστηκαν στο προηγούμενο κεφάλαιο.

4.4.1 Ρύθμιση Πειράματος

Δύο διαφορετικά πειράματα εξάγονται για την αποτίμηση της απόδοσης. Κατά την διάρκεια του πρώτου πειράματος σκοπός είναι η αξιολόγηση της απόδοσης του μεταερευτικού αλγορίθμου ILS ως προς την αποτελεσματικότητα της λύσης αλλά και του χρόνου εκτέλεσης του αλγορίθμου. Στο δεύτερο πείραμα, ο σκοπός είναι η αξιολόγηση της επιρροής του αλγορίθμου τμηματοποίησης στην συνολική λύση της ενσωμάτωσης. Τα πειράματα ρυθμίζονται ως εξής:

- *Πείραμα 1:* Στο πρώτο πείραμα ένα αυξανόμενο σύνολο από εικονικούς κόμβους λαμβάνονται υπόψη (από 10 έως 80 κόμβους με βήμα 10) ενώ για κάθε περίπτωση το πείραμα εκτελείται από δέκα φορές. Επίσης δύο περιπτώσεις συνδεσιμότητας των κόμβων διακρίνονται α) στην πρώτη περίπτωση τα αιτήματα αποτελούν τοπολογίες μερικού πλέγματος με ποσοστό συνδεσιμότητας 50 τοις εκατό (partial mesh), ενώ β) στην δεύτερη περίπτωση θεωρούνται τοπολογίες πλήρους πλέγματος (full mesh). Επιπλέον, σε κάθε προσομοίωση εισέρχονται 100 εικονικά αιτήματα. Όσον αφορά τους πόρους του υποστρώματος, δύο σενάρια εξετάζονται, i) στο πρώτο σενάριο πέντε πάροχοι υποδομής επικοινωνούν με τον ενδιάμεσο ενώ ii) στο δεύτερο σενάριο επικοινωνούν δέκα. Τέλος, για την αξιολόγηση της ικανότητας κλιμάκωσης του ILS αλγορίθμου ένα αυξανόμενο σύνολο μεγαλύτερου εύρους χρησιμοποιείται για το μέγεθος των εικονικών αιτημάτων (από 50 έως 350 κόμβους με βήμα 50) με πέντε εμπλεκόμενους παρόχους υποδομής, ενώ εκτελούνται δέκα προσομοιώσεις.
- *Πείραμα 2:* Κατά την διάρκεια του δεύτερου πειράματος εισέρχονται 1000 αιτήματα ενώ εκτελούνται δέκα προσομοιώσεις. Το μέγεθος του αιτήματος σε εικονικούς κόμβους κατανέμεται ομοιόμορφα στο εύρος [2,10], ενώ η πιθανότητα δύο κόμβοι να είναι συνδεδεμένοι είναι 50 τοις εκατό. Τέλος πέντε πάροχοι υποδομής επικοινωνούν με τον ενδιάμεσο.

Οι εικονικοί πόροι εμφανίζουν τα χαρακτηριστικά που περιγράφηκαν και στο προηγούμενο κεφάλαιο. Συγκεκριμένα, οι υπολογιστικοί πόροι κατανέμονται ομοιόμορφα στο διάστημα [0-20] για τις απαιτήσεις της ΚΜΕ, της μνήμης και του αποθηκευτικού χώρου, ενώ οι απαιτήσεις σε εύρος ζώνης κυμαίνονται ομοιόμορφα στο διάστημα [0-50]. Οι αφίξεις των αιτημάτων ακολουθούν την διαδικασία Poisson με μέσο ρυθμό 4 αφίξεις ανά 100 χρονικές στιγμές, ενώ η μέση διάρκεια ζωής των αιτημάτων ακολουθεί εκθετική κατανομή με μέση τιμή 1000 χρονικές στιγμές.

Κεφάλαιο 4 – Τμηματοποίηση Εικονικών Δικτύων πάνω από Διασυνδεδεμένους Παρόχους Υποδομής

Επιπρόσθετα, εκτός της ομοιόμορφης κατανομής εξετάζεται και η γεωμετρική κατανομή για το μέγεθος των εικονικών αιτημάτων στην περίπτωση του δεύτερου πειράματος.

Όσον αφορά το φυσικό υπόστρωμα κάθε παρόχου, περιλαμβάνει κόμβους οι οποίοι χαρακτηρίζονται από τον τύπο τους (διακομιστές, δρομολογητές), το λειτουργικό τους σύστημα (Windows, Linux, Solaris, Android), και το εικονικό περιβάλλον (Xen, VMware, KVM, JUNOS). Κάθε υπόστρωμα περιλαμβάνει πενήντα κόμβους, ενώ κάθε κόμβος ανάλογα με τον τύπο του έχει ένα σύνολο από μη λειτουργικά χαρακτηριστικά. Οι διακομιστές χαρακτηρίζονται από τις δυνατότητες της ΚΜΕ, της μνήμης και του αποθηκευτικού χώρου με χωρητικότητες που κυμαίνονται ομοιόμορφα στο διάστημα [50-100]. Οι δρομολογητές στο συγκεκριμένο περιβάλλον χρησιμοποιούνται μόνο για την προώθηση της ροής. Οι κόμβοι συνδέονται μεταξύ τους με ένα ποσοστό 50 τοις εκατό ενώ το εύρος ζώνης κάθε φυσικής ζεύξης κυμαίνεται ομοιόμορφα στο διάστημα [50-100].

Όσον αφορά τον ILS αλγόριθμο, ο αριθμός των επαναλήψεων που απαιτείται για την σύγκλιση σε μια τοπική βέλτιστη λύση ρυθμίζεται ανάλογα με το μέγεθος του εικονικού αιτήματος και του αριθμού των εμπλεκόμενων παρόχων υποδομής. Συγκεκριμένα ο αριθμός των επαναλήψεων δίνεται από τον τύπο $a * \text{μέγεθος_αιτήματος} * \text{αριθμός_παρόχων_υποδομής}$, όπου η παράμετρος a παρέχει μια ανταλλαγή μεταξύ της ποιότητας της λύσης και του χρόνου εκτέλεσης. Στο συγκεκριμένο πλαίσιο εργασίας η τιμή της ορίζεται ίση με $a = 10$.

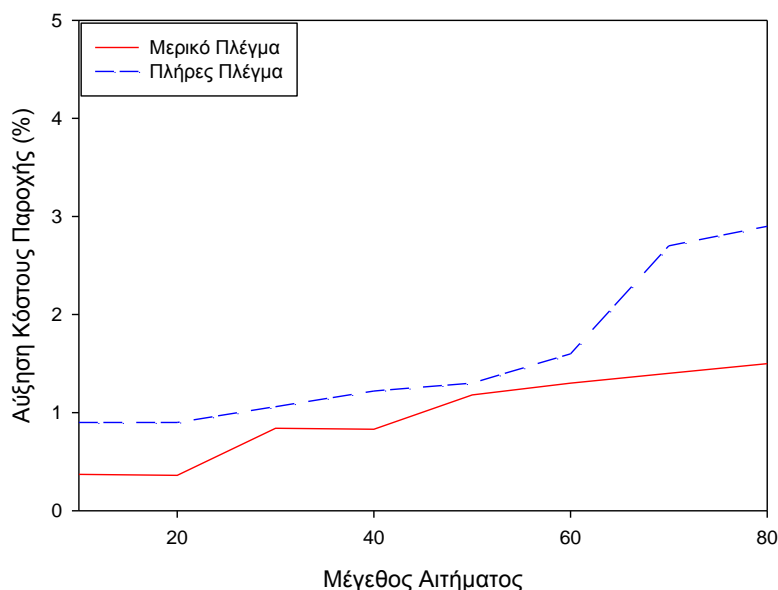
4.4.2 Πείραμα 1: Αξιολόγηση της Τμηματοποίησης

Ο σκοπός του πρώτου πειράματος είναι να αξιολογηθεί ο αλγόριθμος τμηματοποίησης του αιτήματος εικονικού δικτύου ως προς το συνολικό κόστος τμηματοποίησης αλλά και ως προς τον χρόνο εκτέλεσης του ίδιου του αλγορίθμου. Στο συγκεκριμένο πείραμα εξετάζονται οι μεθοδολογίες 1 και 2 του πίνακα 4.1. Το κόστος τμηματοποίησης υπολογίζεται από την εξίσωση (4.9) ενώ οι δύο μεθοδολογίες συγκρίνονται μεταξύ τους ως προς το ποσοστό αύξησης του κόστους τμηματοποίησης:

$$\frac{\text{Κόστος_ILS_GSP} - \text{Κόστος_Exact_GSP}}{\text{Κόστος_Exact_GSP}} \quad (4.15)$$

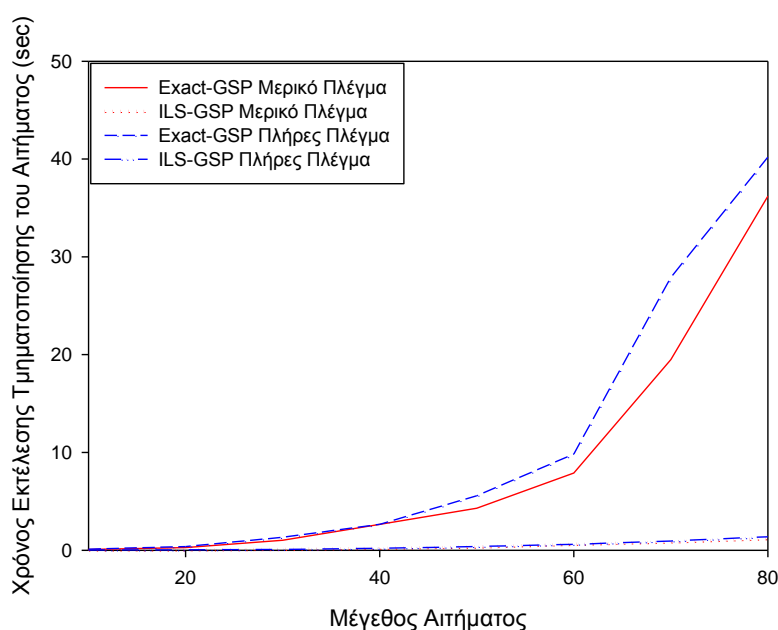
Στο πρώτο σενάριο, το αίτημα τμηματοποιείται μεταξύ πέντε παρόχων υποδομής. Τα αποτελέσματα για το συνολικό κόστος παροχής πόρων από την τμηματοποίηση και των δύο ειδών αιτημάτων (μερικού ή πλήρους πλέγματος), φαίνεται στο Σχ. 4.3, όπου η διαφορά ανάμεσα στους δύο αλγορίθμους που εξετάζονται κυμαίνεται μεταξύ 0.5 έως 3 τοις εκατό. Όπως φαίνεται η διαφορά αυτή

κυμαίνεται σε πολύ μικρά επίπεδα αποδεικνύοντας την ποιότητα της λύσης που παράγεται από τον ILS αλγόριθμο.



Σχ. 4.3 Σύγκριση κόστους μεταξύ Exact και ILS αλγορίθμου για πέντε παρόχους υποδομής – Μερικό/Πλήρες πλέγμα

Όσον αφορά στο χρόνο εκτέλεσης του αλγορίθμου γίνεται εμφανές από το Σχήμα 4.4 ότι ο ILS αλγόριθμος είναι σαφώς πιο γρήγορος από τον Exact και για τις δύο τοπολογίες που εξετάζονται. Συγκεκριμένα η καμπύλη που αναπαριστά την μεθοδολογία Exact-GSP ακολουθεί εκθετική αύξηση με το μέγεθος του αιτήματος, ενώ η καμπύλη της μεθοδολογίας ILS-GSP παρουσιάζει γραμμική συμπεριφορά, αποδεικνύοντας την αποτελεσματικότητα του μεταερευτικού αλγορίθμου.



Κεφάλαιο 4 – Τμηματοποίηση Εικονικών Δικτύων πάνω από Διασυνδεδεμένους Παρόχους Υποδομής

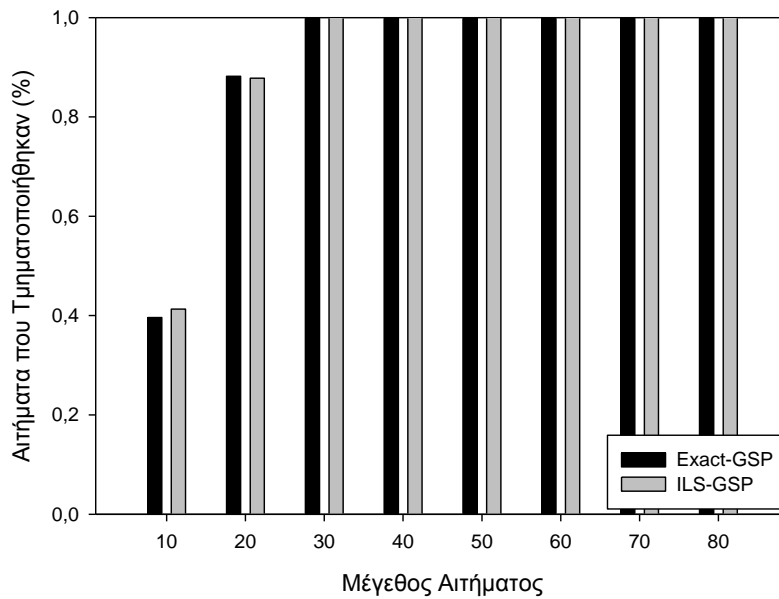
Σχ. 4.4 Σύγκριση χρόνου εκτέλεσης μεταξύ Exact και ILS αλγορίθμου για πέντε παρόχους υποδομής – Μερικό/Πλήρες πλέγμα

Για να γίνει ακόμα πιο κατανοητή η δυνατότητα κλιμάκωσης που προσφέρει ο ILS αλγόριθμος εξετάζεται επίσης ο χρόνος εκτέλεσης του και για μεγαλύτερα μεγέθη εικονικών αιτημάτων, όπως φαίνεται στον πίνακα 4.2. Παρατηρείται ότι αν και ο αριθμός των κόμβων αυξάνει γραμμικά, ο αριθμός των εικονικών ζεύξεων δεν αυξάνει γραμμικά με τον αριθμό των κόμβων. Συγκεκριμένα για το μερικό πλέγμα ο αριθμός των ζεύξεων προκύπτει ως εξής: $0.5 \frac{N^V(N^V-1)}{2}$, που δίνει περίπου 2,500 εικονικές ζεύξεις για 100 κόμβους και 30,000 για 350 κόμβους. Παρόλα αυτά, ο χρόνος εκτέλεσης παραμένει σε πολύ μικρά επίπεδα (κάτω από 3 δευτερόλεπτα) ακόμα και για 350 κόμβους.

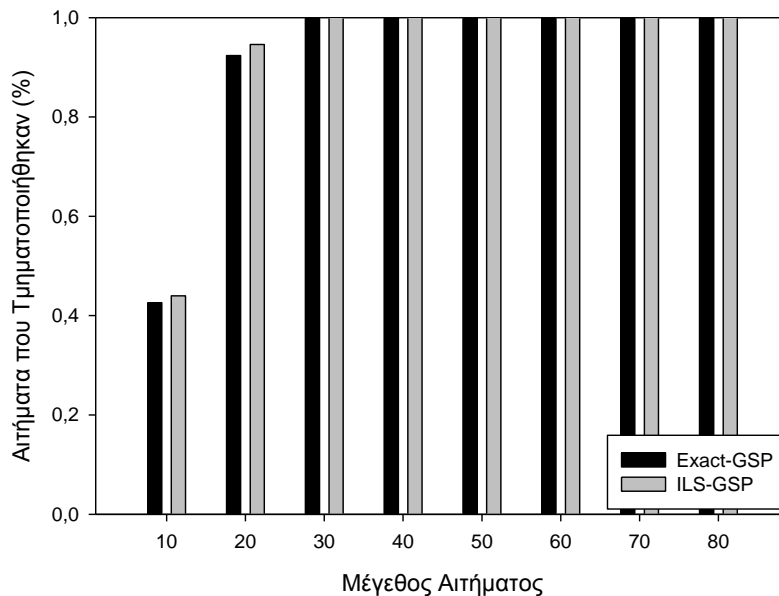
Πίνακας 4.2 Χρόνος Εκτέλεσης της ILS-GSP μεθοδολογίας – Μερικό/Πλέγμα

Μέγεθος Αιτήματος (κόμβοι)	Χρόνος Εκτέλεσης (sec)
50	0.017
100	0.049
150	0.145
200	0.338
250	0.843
300	1.653
350	2.892

Το Σχ. 4.5 παρουσιάζει το ποσοστό των αιτημάτων που υφίστανται τμηματοποίηση σε περίπτωση που έχουμε πέντε παρόχους υποδομής και τοπολογίες μερικού πλέγματος. Συγκεκριμένα, αιτήματα που αποτελούνται από 10 κόμβους αναθέτονται κυρίως σε έναν πάροχο υποδομής μόνο, αποφεύγοντας την χρήση δια-παροχικών ζεύξεων που προσθέτουν επιπλέον κόστος. Αντίθετα για μεγαλύτερα αιτήματα, η τμηματοποίηση μοιάζει αναπόφευκτη. Παρόμοια συμπεριφορά παρατηρείται και για τοπολογίες πλήρους πλέγματος Σχ. 4.6.



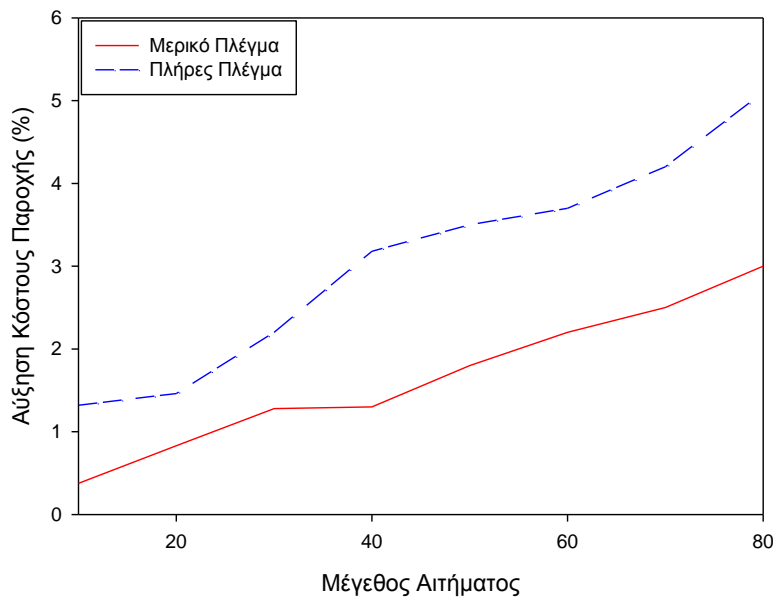
Σχ. 4.5 Ποσοστό αιτημάτων που τμηματοποιήθηκαν εφαρμόζοντας τους Exact και ILS αλγορίθμους – Μερικό πλέγμα.



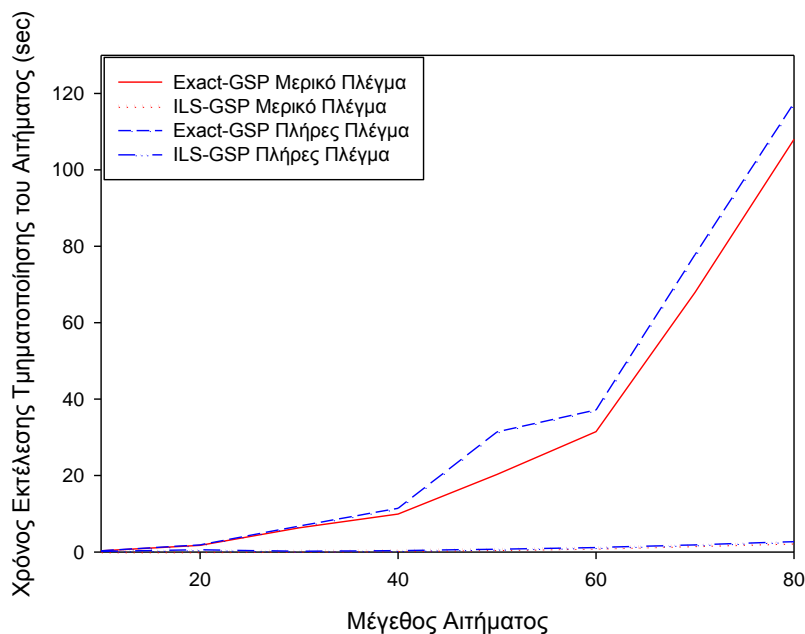
Σχ. 4.6 Ποσοστό αιτημάτων που τμηματοποιήθηκαν εφαρμόζοντας τους Exact και ILS αλγορίθμους – Πλήρες πλέγμα.

Αντίστοιχα στο δεύτερο σενάριο δέκα πάροχοι υποδομής είναι διαθέσιμοι κατά την τμηματοποίηση. Από το Σχ. 4.7 παρατηρούμε ότι το κόστος τμηματοποίησης ακολουθεί την ίδια συμπεριφορά με το πρώτο σενάριο. Συγκεκριμένα και για τα δύο είδη τοπολογιών το ποσοστό αύξησης είναι μικρότερο του 5%. Αντίθετα, ο χρόνος εκτέλεσης (Σχ. 4.8) για τον Exact αλγόριθμο αυξάνεται -

Κεφάλαιο 4 – Τμηματοποίηση Εικονικών Δικτύων πάνω από Διασυνδεδεμένους Παρόχους Υποδομής



Σχ. 4.7 Σύγκριση κόστους μεταξύ Exact και ILS αλγορίθμου για δέκα παρόχους υποδομής – Μερικό/Πλήρες πλέγμα



Σχ. 4.8 Σύγκριση χρόνου εκτέλεσης μεταξύ Exact και ILS αλγορίθμου για δέκα παρόχους υποδομής – Μερικό/Πλήρες πλέγμα

περίπου κατά μια τάξη μεγέθους σε σχέση με το πρώτο σενάριο, ενώ ο ILS αλγόριθμος εξακολουθεί να εμφανίζει πολύ καλή απόδοση που ενδείκνυται ακόμη και για εφαρμογή σε πραγματικό χρόνο.

4.4.3 Πείραμα 2: Αξιολόγηση της Λύσης ΕΕΔ

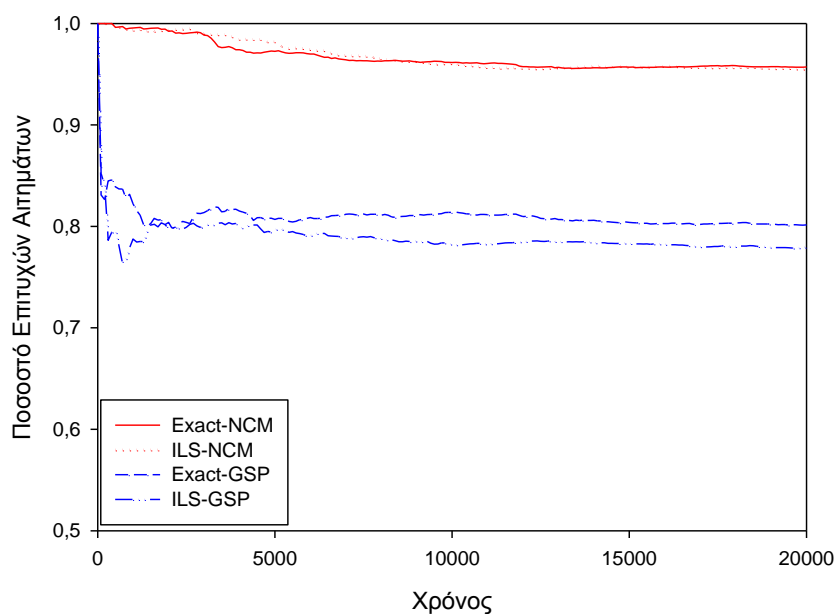
Ο σκοπός του πειράματος αυτού είναι να αξιολογηθούν όλες οι μεθοδολογίες που παρουσιάζονται στον Πίνακα 4.1 κατά την διάρκεια της εσωτερικής ενσωμάτωσης των υπό-αιτημάτων. Τα μετρικά στοιχεία που θα χρησιμοποιηθούν για την αξιολόγηση των μεθοδολογιών παρουσιάζονται στον Πίνακα 4.3 και είναι τα συνήθη που χρησιμοποιούνται για την αποτίμηση της απόδοσης των διαφόρων τεχνικών ΕΕΔ, όπως παρουσιάστηκαν και στο Κεφάλαιο 3.

Πίνακας 4.3 Μετρικά Αξιολόγησης

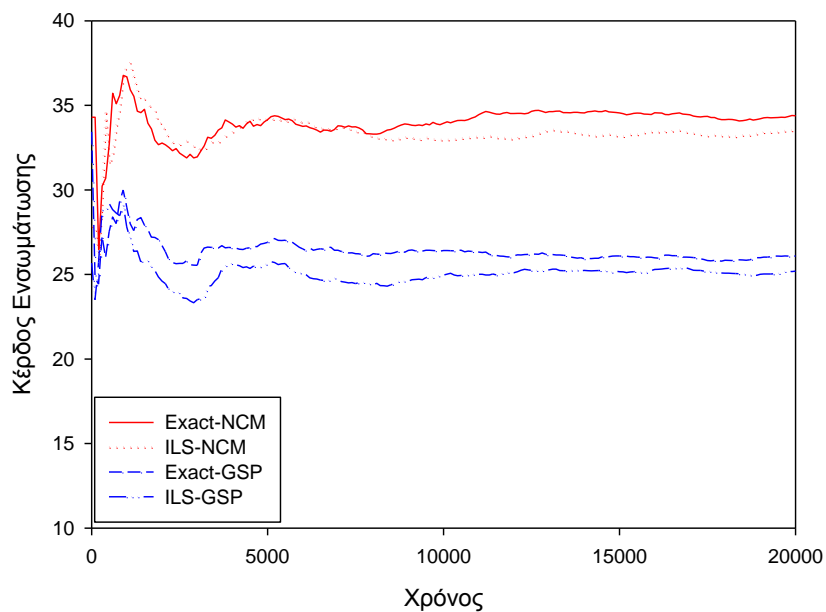
Κόστος Ενσωμάτωσης	$C(G^V) = \sum_{e^V \in E^V} \sum_{e^S \in E^S} f_{e^S}^{e^V} + \sum_{e^V \in E^V} \sum_{k \in K} \sum_{l \in K, k \neq l} f_{e_{kl}^S}^{e^V} + \sum_{\forall A} \sum_{n_A^V \in N_A^V} \sum_{i=1}^I c_i(n_A^V)$
Κέρδος Ενσωμάτωσης	$R(G^V) = \sum_{e^V \in E^V} b(e^V) + \sum_{\forall A} \sum_{n_A^V \in N_A^V} \sum_{i=1}^I c_i(n_A^V)$
Ποσοστό Επιτυχών Αιτημάτων	Το μέσο ποσοστό επιτυχών ενσωματωμένων αιτημάτων

Όπως φαίνεται από τα σχήματα Σχ. 4.9 και Σχ. 4.10 η χρήση του αλγορίθμου NCM για την επίλυση της εσωτερικής ΕΕΔ σε κάθε πάροχο υποδομής, ενισχύει το ποσοστό επιτυχών ενσωματώσεων και το κέρδος ενσωμάτωσης, όπως άλλωστε έχει αποδειχθεί και στο Κεφάλαιο 3. Το δεύτερο συμπέρασμα που μπορεί να εξαχθεί είναι η επιρροή του αλγορίθμου τμηματοποίησης αιτήματος στον αλγόριθμο εσωτερικής ενσωμάτωσης. Συγκεκριμένα, όταν ο ILS αλγόριθμος εγκλωβίζεται σε κάποια τοπική βέλτιστη λύση, ουσιαστικά δεν αντανακλά τις πραγματικές συνθήκες που επικρατούν στον πάροχο υποδομής ως προς την διαθεσιμότητα των πόρων με αποτέλεσμα να εμφανίζει μια μικρή πτώση στην απόδοση. Αυτό γίνεται κατανοητό από την μικρή διαφορά που εμφανίζει και ως προς το ποσοστό επιτυχών αιτημάτων και ως προς το κέρδος ενσωμάτωσης.

Κεφάλαιο 4 – Τμηματοποίηση Εικονικών Δικτύων πάνω από Διασυνδεδεμένους Παρόχους Υποδομής



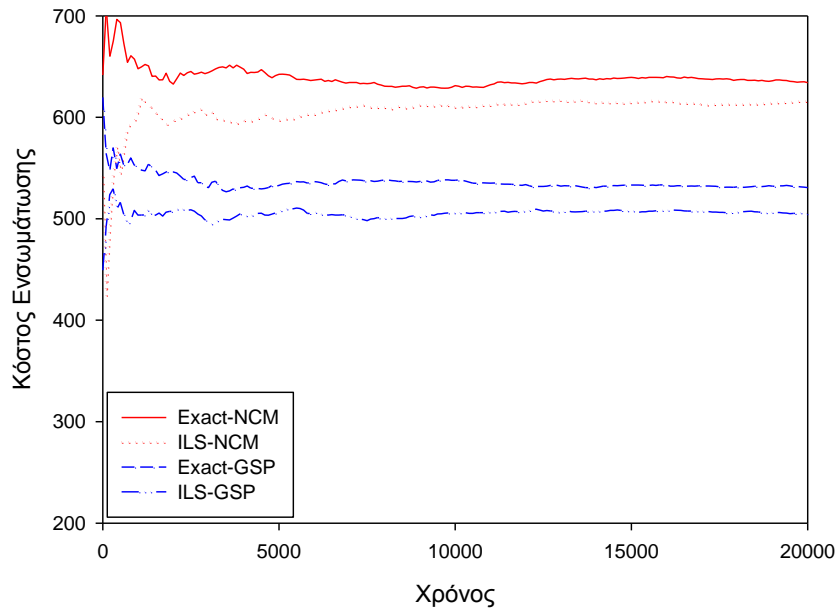
Σχ. 4. 9 Ποσοστό επιτυχών αιτημάτων για διαφορετικούς αλγόριθμους τμηματοποίησης και ενσωμάτωσης.



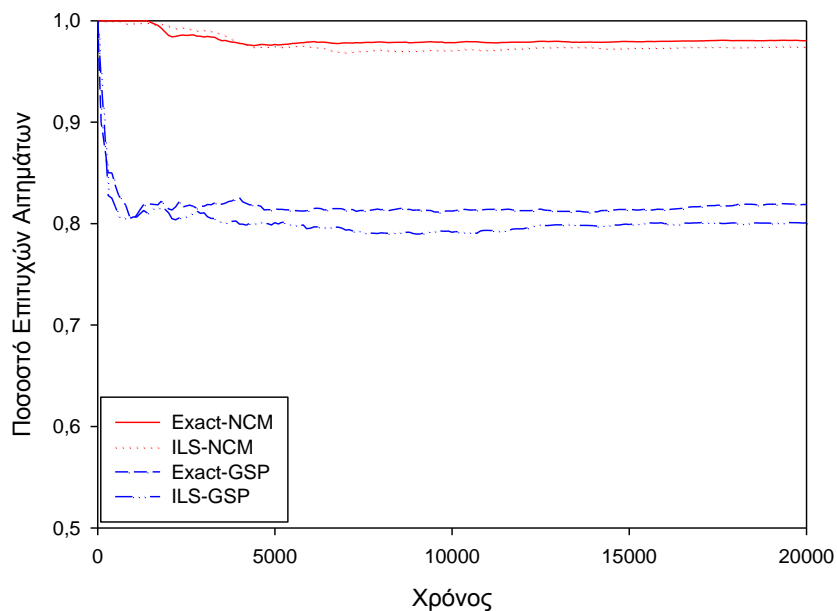
Σχ. 4. 10 Κέρδος Ενσωμάτωσης για διαφορετικούς αλγόριθμους τμηματοποίησης και ενσωμάτωσης.

Όπως φαίνεται στο Σχ. 4.11, η επιρροή του αλγορίθμου τμηματοποίησης είναι εμφανής και στο κόστος ενσωμάτωσης. Συγκεκριμένα η εφαρμογή της ακριβούς τμηματοποίησης σε συνδυασμό με τον G-SP αλγόριθμο καταλήγει σε μεγαλύτερο κόστος ενσωμάτωσης, εξαιτίας των μακρύτερων διαδρομών που επιλέγονται κατά την διάρκεια της ενσωμάτωσης των ζεύξεων. Η συμπεριφορά αυτή δεν παρατηρείται

όταν εφαρμόζεται ο NCM αλγόριθμος εξαιτίας του γεγονότος ότι ο NCM διαλέγει κατάλληλους κόμβους που οδηγούν σε συντομότερες διαδρομές.



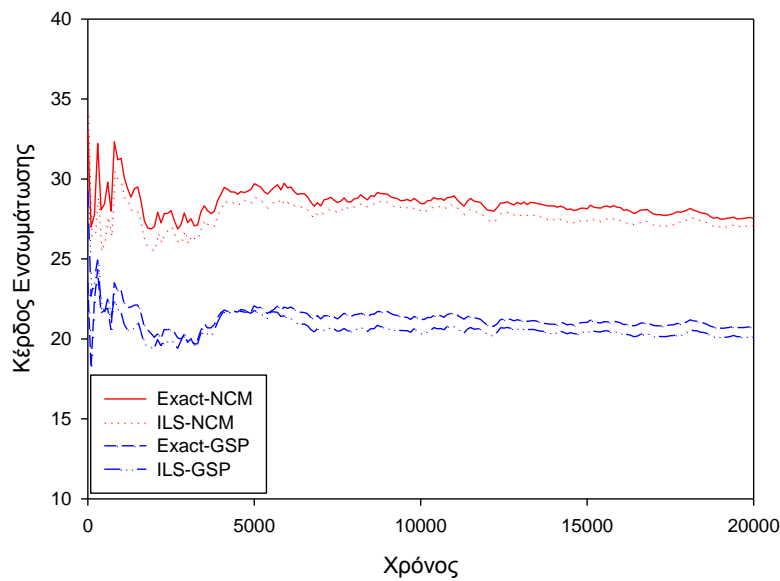
Σχ. 4.11 Κόστος Ενσωμάτωσης για διαφορετικούς αλγόριθμους τμηματοποίησης και ενσωμάτωσης.



Σχ. 4.12 Ποσοστό επιτυχών αιτημάτων για διαφορετικούς αλγόριθμους τμηματοποίησης και ενσωμάτωσης και γεωμετρική κατανομή του μεγέθους του αιτήματος

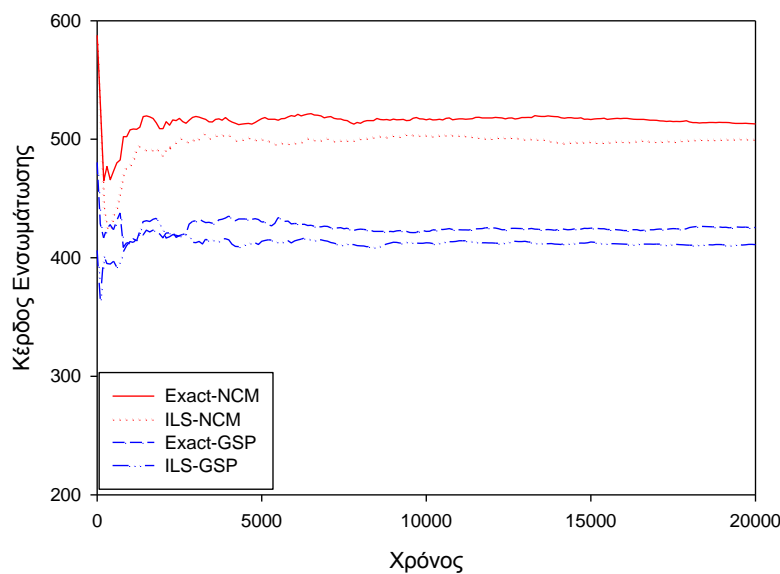
Τα Σχήματα 4.12, 4.13 και 4.14 απεικονίζουν τα ίδια μετρικά στοιχεία σε περίπτωση όπου το σύνολο των κόμβων ενός αιτήματος δημιουργείται σύμφωνα με μια γεωμετρική κατανομή.

Κεφάλαιο 4 – Τμηματοποίηση Εικονικών Δικτύων πάνω από Διασυνδεδεμένους Παρόχους Υποδομής



Σχ. 4.13 Κέρδος Ενσωμάτωσης για διαφορετικούς αλγόριθμους τμηματοποίησης και ενσωμάτωσης και γεωμετρική κατανομή του μεγέθους του αιτήματος.

Και σε αυτήν την περίπτωση επαληθεύεται η ανωτερότητα του αλγορίθμου NCM, ενώ παρατηρείται ξανά μια μικρή διαφορά μεταξύ των δύο αλγορίθμων τμηματοποίησης. Τέλος οι τιμές των επιτυχών ενσωματώσεων εμφανίζονται αυξημένες, ενώ οι τιμές του κέρδους και του κόστους ενσωμάτωσης εμφανίζονται μειωμένες σε σχέση με την ομοιόμορφη κατανομή. Αυτό οφείλεται στο γεγονός ότι η γεωμετρική κατανομή έχει ως αποτέλεσμα την παραγωγή αιτημάτων με μικρότερο αριθμό εικονικών κόμβων και συνεπώς και εικονικών ζεύξεων.



Σχ. 4.14 Κόστος Ενσωμάτωσης για διαφορετικούς αλγόριθμους τμηματοποίησης και ενσωμάτωσης και γεωμετρική κατανομή του μεγέθους του αιτήματος.

Κεφάλαιο 5 – Κοινωνικά Ενήμερη Ενσωμάτωση Εικονικών Δικτύων

Η Ανάλυση των Κοινωνικών Δικτύων έχει αναδειχθεί σε πολύ σημαντικό ερευνητικό τομέα τα τελευταία χρόνια, ενώ η χρήση της για την δημιουργία αλγορίθμων, πρωτοκόλλων και αρχιτεκτονικών ανοίγει τον δρόμο για τον συνυπολογισμό της στην κατεύθυνση του Διαδικτύου του Μέλλοντος. Στο Κεφάλαιο αυτό παρουσιάζεται η χρήση της ανάλυσης των κοινωνικών δικτύων κατά την ενσωμάτωση των εικονικών δικτύων. Συγκεκριμένα μελετάται πως τα κοινωνικά χαρακτηριστικά του φυσικού δικτύου μπορούν να χρησιμοποιηθούν για να βελτιώσουν την απόδοση της ΕΕΔ αλλά και της εξυπηρέτησης των χρηστών. Τα κοινωνικά χαρακτηριστικά αυτά σε συνδυασμό με τα παραδοσιακά μετρικά στοιχεία της ΕΕΔ χρησιμοποιούνται για την σύγκριση της συμβατικής μεθοδολογίας με την κοινωνικά-ενήμερη μεθοδολογία που προκύπτει. Τα αποτελέσματα που εξάγονται αποδεικνύουν την χρησιμότητα των κοινωνικά ενήμερων εικονικών τοπολογιών για την βελτίωση της παροχής εφαρμογών στα πλαίσια του Διαδικτύου του Μέλλοντος.

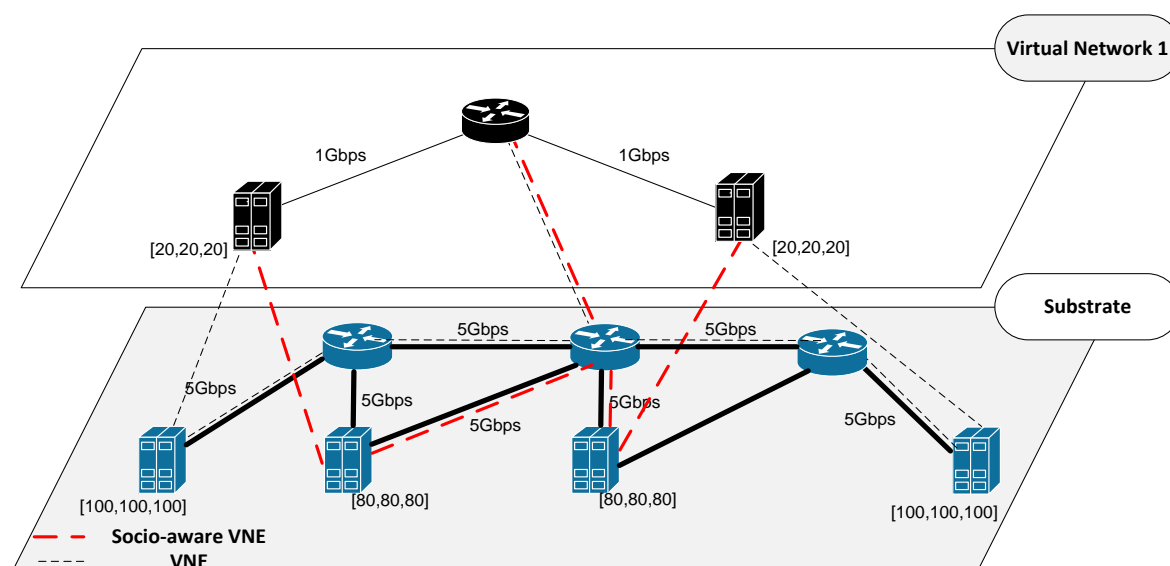
5.1 Εισαγωγή

Την τελευταία δεκαετία έχει παρατηρηθεί μια στροφή προς τις κεντροποιημένες αρχιτεκτονικές υπηρεσιών που προσφέρουν οι τεχνολογίες του Ιστού (Web) και του Διαδικτύου. Οι ανερχόμενες υπηρεσίες αυτές μαζί με την εικονικοποίηση, που ουσιαστικά συντελούν το Διαδίκτυο του Μέλλοντος, οδηγούν σε μια πιο ευέλικτη και με χαμηλό κόστος τεχνολογία των πληροφοριών. Ακολουθώντας αυτήν την τάση, η ενσωμάτωση κοινωνικών χαρακτηριστικών στην λειτουργία του δικτυακού σχεδιασμού και συντήρησης, οδηγεί σε μια καινούρια κατεύθυνση της τεχνολογίας των δικτύων. Αυτή η τάση γίνεται ακόμα πιο εμφανής σε εφαρμογές που χρησιμοποιούν τις κοινωνικές δραστηριότητες του χρήστη. Για αυτόν τον λόγο η Ανάλυση των Κοινωνικών Δικτύων (Social Network Analysis – SNA) (Katsaros, 2010) έχει αναδειχθεί σε πολύ σημαντικό τομέα έρευνας. Επιπρόσθετα τα μετρικά στοιχεία που παρέχονται από την SNA ανάλυση μπορούν να χρησιμοποιηθούν για να αξιολογηθούν τα κοινωνικά χαρακτηριστικά και οι δομές των δικτύων που εξετάζονται είτε πρόκειται για φυσικά είτε για εικονικά δίκτυα. Με αυτόν τον τρόπο, η εκμετάλλευση των κοινωνικών χαρακτηριστικών του δικτύου μπορεί να χρησιμοποιηθεί για την βελτίωση της απόδοσης του δικτύου και να εξυπηρετήσει την αυξανόμενη κοινωνική ανάπτυξη των απαιτήσεων των χρηστών, οδηγώντας σε κοινωνικά-ενήμερες τεχνικές και υλοποιήσεις.

Ταυτόχρονα, η χρήση των κοινωνικών χαρακτηριστικών των εικονικών και φυσικών υποδομών μπορεί να βοηθήσει στην κλιμάκωση και αξιοπιστία των

παρεχόμενων υπολογιστικών συστημάτων και εφαρμογών. Για αυτόν τον λόγο, μελετάται πώς τα κοινωνικά δίκτυα μπορούν να χρησιμοποιηθούν για τον σχεδιασμό αλγορίθμων, τοπολογιών δικτύου και πρωτοκόλλων για την παροχή κοινωνικά ενήμερων δικτυακών υπολογιστικών συστημάτων. Με αυτόν τον τρόπο μπορούν να εξερευνηθούν τα κοινωνικά χαρακτηριστικά των δικτυακών υποδομών συμπεριλαμβανομένου των τεχνικών εικονικοποίησης για ακόμα πιο αποδοτική παροχή υπηρεσιών.

Το κεφάλαιο αυτό ουσιαστικά εστιάζει στο πρόβλημα της κατανομής πόρων σε εικονικά δίκτυα εισάγοντας τα κοινωνικά χαρακτηριστικά του δικτύου κατά την επίλυση της ΕΕΔ. Συγκεκριμένα, εξετάζεται πώς η κοινωνικά-ενήμερη ΕΕΔ μπορεί να χρησιμοποιηθεί και να ενισχύσει την αποτελεσματική κατανομή εικονικών πόρων για την εξυπηρέτηση των απαιτήσεων των χρηστών, αλλά και να μειώσει το κόστος ενσωμάτωσης. Η εισαγωγή των κοινωνικών χαρακτηριστικών του δικτύου κατά την διάρκεια της ενσωμάτωσης οδηγεί στην εύρεση των πιο σημαντικών φυσικών κόμβων του δικτύου οι οποίοι στην συνέχεια συμπεριλαμβάνονται στην λύση της αντιστοίχισης των κόμβων. Στο Σχήμα 5.1 απεικονίζεται ένα παράδειγμα κοινωνικά-ενήμερης ΕΕΔ όπου ένας κόμβος θεωρείται σημαντικός ανάλογα με τον βαθμό συνδεσιμότητας που τον χαρακτηρίζει. Αυτοί οι κόμβοι εμφανίζουν μεγαλύτερη πιθανότητα στο να οδηγήσουν σε διαδρομές με λιγότερα άλματα, με αποτέλεσμα το τμήμα της φυσικής τοπολογίας που επιλέγεται να είναι σχεδόν όμοιο με την εικονική τοπολογία, καταλήγοντας ακόμα και σε ισομορφισμό ενσωμάτωσης (Lischka, 2009). Οι τιμές κάτω από κάθε διακομιστή αναφέρονται στο ποσοστό των αιτούμενων/διαθέσιμων χωρητικοτήτων των εικονικών/φυσικών πόρων ως προς την ΚΜΕ, μνήμη, και χώρο αποθήκευσης. Όμοια, ο αριθμός κάτω από κάθε ζεύξη υποδηλώνει το απαιτούμενο/διαθέσιμο εύρος ζώνης.



Σχ. 5.1 Κοινωνικά-Ενήμερη και απλή ΕΕΔ

5.2 Μοντελοποίηση του Προβλήματος

5.2.1 Κοινωνικά Μετρικά Στοιχεία

Το πόσο σημαντικοί είναι οι κόμβοι σε ένα δίκτυο (αναφέρεται επίσης και ως δημοτικότητα) συνοψίζεται από την έννοια της κεντρικότητας (Newman, 2010) και των αντίστοιχων μετρικών στοιχείων που πηγάζουν από αυτήν. Η κεντρικότητα στην θεωρία των γράφων και της ανάλυσης δικτύου αποτελεί την ποσοτικοποίηση της σημαντικότητας ενός κόμβου στον γράφο, και συνδέεται έμμεσα με τον αριθμό των συνδέσεων που έχει ένας κόμβος προς του γειτονικούς του κόμβους. Η έννοια της κεντρικότητας μπορεί να χαρακτηρίζει και ολόκληρο το δίκτυο (σαν ο μέσος όρος της κεντρικότητας των κόμβων του δικτύου). Γενικά αναγνωρίζονται δύο τύποι μετρικών στοιχείων που συνδέονται με την κεντρικότητα (Katsaros, 2010): i) μετρικά στοιχεία κεντρικότητας που σχετίζονται με τον βαθμό συνδεσιμότητας του κόμβου και ii) μετρικά στοιχεία κεντρικότητας που βασίζονται στην θέση του κόμβου στον χώρο του δικτύου (π.χ. κεντρικότητα διαμεσότητας συντομότερης διαδρομής).

Χρησιμοποιώντας έναν μη κατευθυνόμενο σταθμισμένο γράφο $G = (V, E)$ για την μοντελοποίηση του δικτύου, η κεντρικότητα διαμεσότητας συντομότερης διαδρομής (Shortest Path Betweenness Centrality – SPBC) για έναν κόμβο $i \in V$, ορίζεται σαν το λόγο του αριθμού των συντομότερων διαδρομών που διασχίζουν τον κόμβο i , προς τον συνολικό αριθμό των συντομότερων διαδρομών $SP_{j,k}$ στο δίκτυο.

$$SPBC_i = \frac{SP_{j,k}(i)}{SP_{j,k}}, \forall j, k \in V \quad (5.1)$$

Ο δείκτης $SPBC_i$ μπορεί να θεωρηθεί σαν ένα μέτρο ποσοτικοποίησης του ποσοστού της κίνησης της υποδομής το οποίο ελέγχει ο κόμβος i , χωρίς να δίνει πληροφορίες για την τοπολογία όπως η κεντρικότητα που βασίζεται στο βαθμό συνδεσιμότητας. Επιπλέον, ανάλογα με τον ορισμό του μέτρου για την εύρεση της συντομότερης διαδρομής (π.χ. αριθμός αλμάτων), η κεντρικότητα διαμεσότητας μπορεί να εκφράζει διαφορετικούς τύπους σημαντικότητας των κόμβων και του δικτύου.

Πολλές φορές εκτός από την κεντρικότητα, συχνά χρησιμοποιείται και η έννοια της ομοιότητας (similarity) για την εξέταση ομάδων από κόμβους, υπηρεσίες, μετρικά στοιχεία απόδοσης κ.λπ. Τα μετρικά στοιχεία για την ομοιότητα (Coen, 2007) δεν είναι πάντα τόσο ξεκάθαρα καθώς μπορεί να βασίζονται σε υποκειμενικά στοιχεία π.χ. ανθρώπινο ενδιαφέρον κ.λπ. Τα πιο διαδεδομένα όμως μετρικά στοιχεία είναι αυτά που βασίζονται σε συναρτήσεις κατανομών των εξεταζόμενων παραμέτρων, ενώ χρησιμοποιούν κατάλληλα μέτρα για την σύγκριση κατανομών για την ποσοτικοποίηση της διαφοράς τους. Παραδείγματα τέτοιων μέτρων σύγκρισης

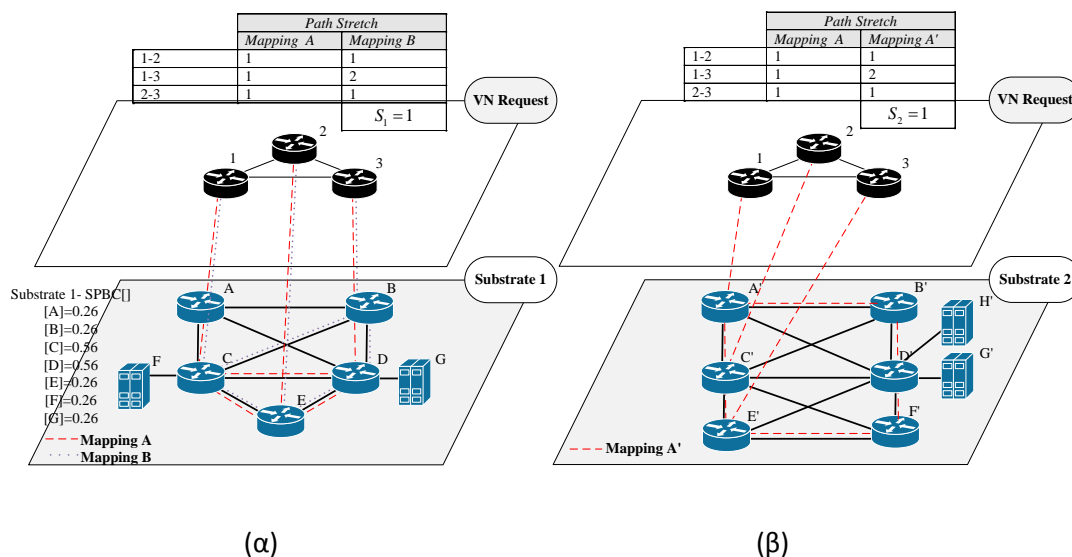
είναι η kullback-Leibler απόκλιση για πιθανοτικές κατανομές και οι L_1 – νόρμες απόστασης (Lee, 1999). Συγκεκριμένα, η ομοιότητα $S(q, r)$ μπορεί να εκφραστεί μέσω του μέτρου της απόστασης της L_1 – νόρμας, με την σύγκριση των αποστάσεων μεταξύ δύο κατανομών για την παράμετρο v που εξετάζεται.

$$S(q, r) = \sum_v |q(v) - r(v)| \quad (5.2)$$

5.2.2 Κοινωνικά Μετρικά Στοιχεία και ΕΕΔ

Στην ενότητα αυτή μελετάται πώς τα κοινωνικά μετρικά στοιχεία πρέπει να χρησιμοποιηθούν για την περιγραφή των χαρακτηριστικών της λύσης ενσωμάτωσης στο περιβάλλον των εικονικών δικτύων. Επιπλέον δίνονται οι πληροφορίες ένταξης των κοινωνικών χαρακτηριστικών στην αντικειμενική συνάρτηση της λύσης ΕΕΔ για να οδηγήσουν την αντιστοίχιση των φυσικών πόρων σε εικονικούς πόρους ανάλογα με τα κοινωνικά χαρακτηριστικά της φυσικής τοπολογίας.

Κεντρικότητα Διαμεσότητας Συντομότερης Διαδρομής $SPBC_{VN}$: Η αθροιστική τιμή του $SPBC_{VN}$ για μια λύση ΕΕΔ υπολογίζεται ως η μέση τιμή των $SPBC_{VN}$ κόμβων του υποστρώματος που χρησιμοποιούνται στην λύση για την ανάθεση των εικονικών πόρων.



Σχ. 5.2 Κοινωνικά-ενήμερα μετρικά στοιχεία κατά την διάρκεια της ΕΕΔ

Στο Σχ. 5.2-α, η αντιστοίχιση A και αντιστοίχιση B απεικονίζουν τις λύσεις της ΕΕΔ δύο διαφορετικών αλγορίθμων για την ενσωμάτωση του εικονιζόμενου αιτήματος εικονικού δικτύου στο φυσικό δικτυακό υπόστρωμα. Το $SPBC_i$ παρέχεται για όλους τους κόμβους i . Το $SPBC_{VN}$ για την αντιστοίχιση A υπολογίζεται σε $(SPBC_{VN})^{Αντιστοίχιση A} = 0.46$ χρησιμοποιώντας τους κόμβους C, D και E, ενώ για

την αντιστοίχιση B υπολογίζεται σε $(SPBC_{VN})^{ΑντιστοίχισηB} = 0.36$ χρησιμοποιώντας τους κόμβους C, B και E.

Μετρικά στοιχεία ομοιότητας: Δύο μετρικά στοιχεία ομοιότητας ορίζονται: i) η ομοιότητα μεταξύ δύο λύσεων αντιστοίχισης, οι οποίες προέρχονται από την εφαρμογή δύο διαφορετικών τεχνικών ΕΕΔ στο ίδιο δίκτυο υποστρώματος και ii) της εξάρτησης της λύσης της ΕΕΔ από την υποκείμενη τοπολογία της διαμοιραζόμενης φυσικής υποδομής.

Το μετρικό στοιχείο που χρησιμοποιείται για την σύγκριση των κατανομών είναι η απόσταση που προκύπτει από την L_1 – νόρμα, όπως ορίστηκε πιο πάνω. Η παράμετρος που εξετάζεται είναι η διακριτή τιμή του μήκους της διαδρομής (αριθμός αλμάτων). Συγκεκριμένα, το μήκος της διαδρομής μιας εικονικής ζεύξης που αντιστοιχίζεται σε μια φυσική διαδρομή, ορίζεται σαν ο αριθμός των αλμάτων της φυσικής διαδρομής δια του αριθμού των αλμάτων της εικονικής ζεύξης. Στην περίπτωση που επιτρέπεται η διακλάδωση της ροής, ο αριθμός των αλμάτων υπολογίζεται σαν τον μέσο αριθμό των αλμάτων για όλες τις διαδρομές που χρησιμοποιούνται μεταξύ των δύο κόμβων που επικοινωνούν. Τα μετρικά στοιχεία ομοιότητας στην περίπτωση της ΕΕΔ που αντιστοιχούν στην εξίσωση (5.2) συμβολίζονται ως S_1 .

Εναλλακτικά, η έκταση διαδρομής της φυσικής διαδρομής που ανατίθεται σε μια εικονική ζεύξη μπορεί να οριστεί σαν ο αριθμός των αλμάτων στην φυσική διαδρομή διαιρούμενο με τον αριθμό των αλμάτων της συντομότερης διαδρομής μεταξύ των δύο κόμβων που επικοινωνούν. Το αντίστοιχο μέτρο ομοιότητας για την συγκεκριμένη έκταση διαδρομής συμβολίζεται ως S_2 .

Σύγκριση αλγορίθμων ΕΕΔ

Στο Σχήμα 5.2-α φαίνονται οι αντιστοιχίσεις A και B που προκύπτουν από την εφαρμογή δύο διαφορετικών αλγορίθμων για την ενσωμάτωση του εικονικού δικτύου στην ίδια φυσική τοπολογία. Η ομοιότητα S_1 μεταξύ της αντιστοίχισης A και της αντιστοίχισης B είναι ίση με 1. Μια μηδενική τιμή θα ισοδυναμούσε με δύο πανομοιότυπες αντιστοιχίσεις ως προς τα τοπολογικά χαρακτηριστικά των εικονικών δικτύων, ενώ μια μεγάλη τιμή θα αποτελούσε ένδειξη για μεγάλες ανομοιότητες.

Αναπαραγώγιμη τοπολογία εικονικού δικτύου:

Υπάρχει όμως και η περίπτωση που ο ίδιος αλγόριθμος ΕΕΔ χρησιμοποιείται σε δύο διαφορετικές φυσικές τοπολογίες για ένα συγκεκριμένο αίτημα εικονικού δικτύου όπως φαίνεται στα σχήματα 5.2-α και 5.2-β. Η αντιστοίχιση A και η αντιστοίχιση A' αποτελούν τις λύσεις του ίδιου αλγορίθμου για την ενσωμάτωση του ίδιου εικονικού αιτήματος στα δίκτυα υποστρώματος 1 και 2. Σε αυτήν την περίπτωση η ομοιότητα S_1 ισούται με τρία, δημιουργώντας διαφορετικές τοπολογίες

λόγω των i) διαφορετικών χαρακτηριστικών (τοπολογικών και διαθεσιμότητας πόρων) των υποστρωμάτων και ii) του μηχανισμού λειτουργίας του αλγορίθμου. Οπότε γίνεται αντιληπτό ότι η ομοιότητα S_1 μπορεί να χρησιμοποιηθεί για την αξιολόγηση της ικανότητας του αλγορίθμου να παράγει όμοιες τοπολογίες σε διαφορετικά υποστρώματα.

Εξάρτηση από την υποκείμενη τοπολογία υποστρώματος:

Συνεχίζοντας την αξιολόγηση ενός αλγορίθμου ΕΕΔ, μπορεί να χρησιμοποιηθεί και η ομοιότητα S_2 (Σχ. 5.2-β). Συγκεκριμένα, μία μηδενική τιμή υποδεικνύει δύο παρόμοιες λύσεις ενσωμάτωσης, λαμβάνοντας υπόψη τα τοπολογικά χαρακτηριστικά του υποκείμενου φυσικού δικτύου. Σε αυτήν την περίπτωση η ομοιότητα S_2 λειτουργεί σαν δείκτης για την ικανότητα του αλγορίθμου να παρέχει παρόμοιες λύσεις ενσωμάτωσης ανεξάρτητα από την φυσική τοπολογία.

5.2.3 Επίλυση Κοινωνικά-Ενήμερης ΕΕΔ

Αντίστοιχα με τον NCM αλγόριθμο που παρουσιάστηκε στο κεφάλαιο 3, η αντικειμενική συνάρτηση για την μοντελοποίηση του στόχου του αλγορίθμου, παραμένει κοινή. Συγκεκριμένα, σχετίζεται με την μείωση του κόστους ενσωμάτωσης ώστε η ενεργοποίηση του αιτήματος εικονικού δικτύου πάνω από τους φυσικούς πόρους που επιλέχθηκαν να είναι οικονομικά ωφέλιμη. Στην συγκεκριμένη περίπτωση όμως, ο στόχος της ΕΕΔ, εκτός από την ελαχιστοποίηση του κόστους ενσωμάτωσης του αιτήματος στο φυσικό υπόστρωμα, πρέπει να επεκταθεί και να συμπεριλάβει την βελτιστοποίηση της χρήσης των κοινωνικών χαρακτηριστικών του δικτύου. Η αντικειμενική συνάρτηση παίρνει την παρακάτω μορφή:

$$\begin{aligned}
 \min \quad & \sum_{uv \in E^S} \sum_{nm \in E^V} C_{uv} f_{uv}^{nm} + \sum_{a \in A} \sum_{nm \in E^V} \sum_{w \in V_a^S \subseteq N^S} \sum_{p \in V_a^V \subseteq N^{S'} \setminus N^S} D_w x_{pw}^{nm} \sum_{i \in I} c_i(p) \\
 & + \sum_{uv \in E^S} \sum_{nm \in E^V} C_{uv} x_{uv}^{nm} \\
 & + \sum_{a \in A} \sum_{nm \in E^V} \sum_{w \in V_a^S \subseteq N^S} \sum_{p \in V_a^V \subseteq N^{S'} \setminus N^S} E_w \frac{1}{SPBC_w + \varepsilon} x_{pw}^{nm}
 \end{aligned}
 \tag{5.3}$$

Η αντικειμενική συνάρτηση μεγιστοποιεί την κεντρικότητα διαμεσότητας και εμμέσως το μετρικό στοιχείο της ομοιότητας. Αυτό επιτυγχάνεται με την i) ελαχιστοποίηση του αντιστρόφου του $SPBC_{V_N}$ που προκύπτει από την λύση της ενσωμάτωσης και ii) ελαχιστοποίηση του συνολικού αριθμού αλμάτων των ζεύξεων

υποστρώματος που χρησιμοποιούνται για την ενσωμάτωση των εικονικών ζεύξεων αντίστοιχα.

Τα βάρη στους τρεις πρώτους όρους της αντικειμενικής συνάρτησης παραμένουν ίδια όπως και στο Κεφάλαιο 3. Για τον τέταρτο όρο που αναφέρεται στην κεντρικότητα διαμεσότητας, εισάγεται ένα επιπλέον βάρος E_w το οποίο ρυθμίζει το κατά πόσο θα επηρεάζει την λύση η σημαντικότητα των κόμβων. Για μεγάλες τιμές του E_w , θα επιλέγονται πάντα κόμβοι με υψηλή κεντρικότητα διαμεσότητας με κίνδυνο την δημιουργία υπερφορτωμένων τμημάτων του φυσικού υποστρώματος που δυσχεραίνει την ενσωμάτωση μελλοντικών αιτημάτων. Από την άλλη μια μικρή τιμή του βάρους θα εκφύλιζε τον αλγόριθμο στον παραδοσιακό NCM αλγόριθμο ΕΕΔ. Τέλος η παράμετρος ϵ , αποτελεί μια πολύ μικρή τιμή για να αποφευχθεί η διαίρεση με το μηδέν.

5.3 Αποτίμηση Απόδοσης Κοινωνικά-Ενήμερης ΕΕΔ

Σε αυτήν την ενότητα αξιολογείται η αποδοτικότητα του κοινωνικά-ενήμερου αλγορίθμου για την ΕΕΔ χρησιμοποιώντας τον προσομοιωτή CVI-Sim. Συγκεκριμένα αξιολογείται η αποδοτικότητα της λύσης ενσωμάτωσης αλλά και η επιρροή των κοινωνικών χαρακτηριστικών στην λύση. Εκτός από τα παραδοσιακά μετρικά στοιχεία για την αξιολόγηση των αλγορίθμων όπως το κόστος, το κέρδος και το ποσοστό επιτυχημένων ενσωματώσεων χρησιμοποιούνται και τα κοινωνικά χαρακτηριστικά όπως παρουσιάστηκαν πιο πάνω.

Για την εξαγωγή των αποτελεσμάτων συγκρίνονται δυο τεχνικές: i) ο συμβατικός (μη κοινωνικά-ενήμερος) NCM αλγόριθμος για την ΕΕΔ όπως παρουσιάστηκε στο Κεφάλαιο 3 και ii) ο κοινωνικά-ενήμερος αλγόριθμος για την ΕΕΔ όπως παρουσιάστηκε στο τρέχον κεφάλαιο. Συνολικά διεξάγονται δύο ξεχωριστά πειράματα σε δύο διαφορετικές φυσικές τοπολογίες υποστρώματος. Τα αποτελέσματα αποτελούν τον μέσο όρο των αποτελεσμάτων από την διεξαγωγή δέκα προσομοιώσεων, ενώ σε κάθε προσομοίωση συμπεριλαμβάνονται 1000 αιτήματα εικονικών δικτύων.

Ακολουθώντας την ρύθμιση των πειραμάτων όπως στα παραπάνω κεφάλαια έχουμε:

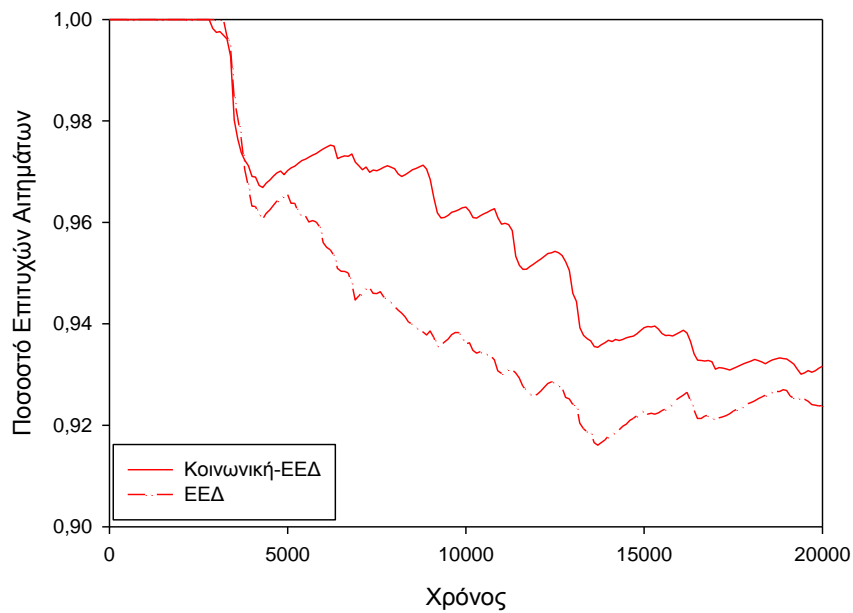
Υπόστρωμα: Χρησιμοποιούνται δύο είδη κόμβων (διακομιστές και δρομολογητές). Κάθε κόμβος εκτός από τον τύπο του διαθέτει ένα σύνολο από επιπλέον λειτουργικά χαρακτηριστικά, όπως το λειτουργικό του σύστημα, και το περιβάλλον εικονικοποίησης. Οι κόμβοι έχουν όμως και διαφορετικά μη λειτουργικά χαρακτηριστικά ανάλογα με τον τύπο τους (ΚΜΕ, μνήμη, χώρος αποθήκευσης, μέγιστος αριθμός εικονικών δρομολογητών κ.λπ.). Και σε αυτήν την περίπτωση χρησιμοποιούνται τοπολογίες υποστρώματος πενήντα κόμβων μερικού πλέγματος. Η

πιθανότητα δημιουργίας ενός συγκεκριμένου τύπου κόμβου είναι 30 τοις εκατό για δρομολογητές και 70 τοις εκατό για εξυπηρετητές, ενώ τα μη λειτουργικά χαρακτηριστικά των κόμβων ακολουθούν τις κατανομές των προηγούμενων πειραμάτων, ομοιόμορφη κατανομή στο εύρος [50-100] για τις διαθέσιμες χωρητικότητες σε ΚΜΕ, μνήμη, χώρο αποθήκευσης και εύρος ζώνης, ενώ κάθε δρομολογητής μπορεί να φιλοξενήσει μέχρι 15 εικονικούς δρομολογητές.

Αιτήματα Εικονικών Δικτύων: Αντίστοιχα οι αιτούμενες τιμές χωρητικότητας ακολουθούν ομοιόμορφη κατανομή στο εύρος [0-20] για τα μη λειτουργικά χαρακτηριστικά της ΚΜΕ, μνήμης και αποθηκευτικού χώρου, ενώ το αιτούμενο εύρος ζώνης κυμαίνεται ομοιόμορφα στο διάστημα [0-50]. Η πιθανότητα να δημιουργηθεί ένας συγκεκριμένος τύπος κόμβων είναι 30 τοις εκατό για εικονικούς δρομολογητές και 70 τοις εκατό για εικονικά μηχανήματα. Το μέγεθος των εικονικών αιτημάτων κυμαίνεται ως συνήθως στο εύρος [2-10], ενώ οι αφίξεις των αιτημάτων γίνονται σύμφωνα με την κατανομή Poisson, με μέσο ρυθμό 4 αιτήματα κάθε 100 χρονικές στιγμές, ενώ η διάρκεια ζωής τους ακολουθεί εκθετική κατανομή με μέσο όρο 1000 χρονικές στιγμές.

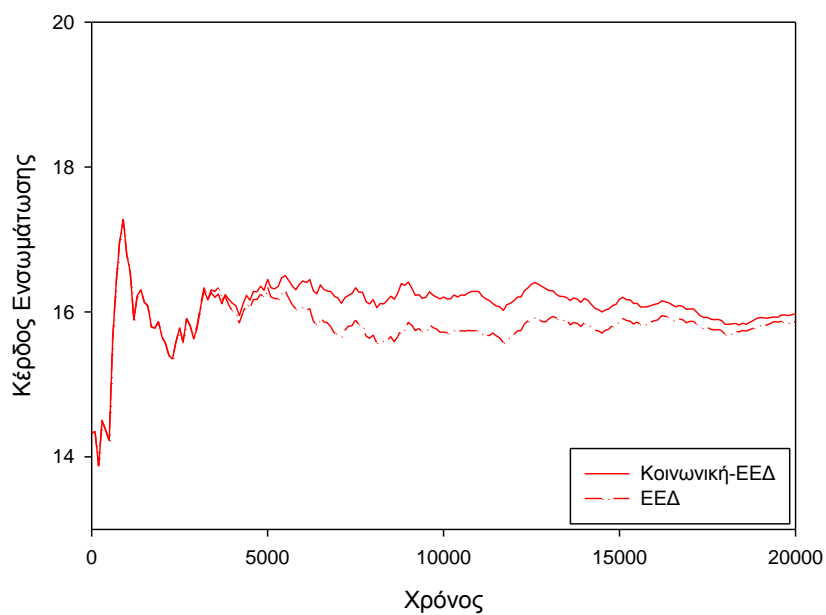
Στο Σχήμα 5.3 απεικονίζεται το ποσοστό επιτυχών ενσωματώσεων, ενώ γίνεται φανερό ότι στην περίπτωση της κοινωνικά-ενήμερης ΕΕΔ παρατηρείται μια μικρή αύξηση. Η εισαγωγή του μετρικού στοιχείου $SPBC_{VN}$ στην αντικειμενική συνάρτηση οδηγεί αρχικά στην επιλογή πιο σημαντικών φυσικών κόμβων ως προς τα κοινωνικά τους χαρακτηριστικά. Καθώς όμως η χρησιμοποίηση των φυσικών πόρων αυξάνεται, λιγότερο σημαντικοί και λιγότερο χρησιμοποιούμενοι φυσικοί κόμβοι επιλέγονται κατά την επίλυση του αλγορίθμου, αξιοποιώντας όλο το εύρος του φυσικού γράφου οδηγώντας σε μια πιο εξισορροπημένη ανάθεση των εικονικών πόρων στο φυσικό υπόστρωμα. Το γεγονός αυτό επαληθεύεται, παρατηρώντας τα αποτελέσματα στο Σχήμα 5.6 όπου απεικονίζεται η διαφορά του μετρικού στοιχείου της κεντρικότητας διαμεσότητας ανάμεσα στην κοινωνικά-ενήμερη και στην κανονική ΕΕΔ. Συγκεκριμένα, στην αρχή του πειράματος το $SPBC_{VN}$ εμφανίζει μεγάλες τιμές ενώ στην συνέχεια, καθώς το υπόστρωμα χρησιμοποιείται όλο και περισσότερο, μειώνεται.

Κεφάλαιο 5 – Κοινωνικά Ενήμερη Ενσωμάτωση Εικονικών Δικτύων

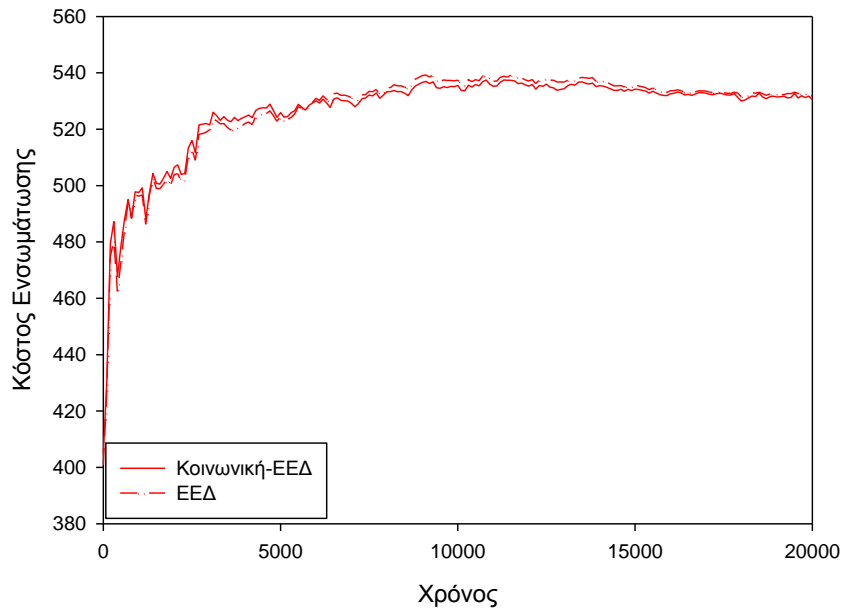


Σχ. 5.3 Ποσοστό επιτυχημένων αιτημάτων για κοινωνική και μη ΕΕΔ.

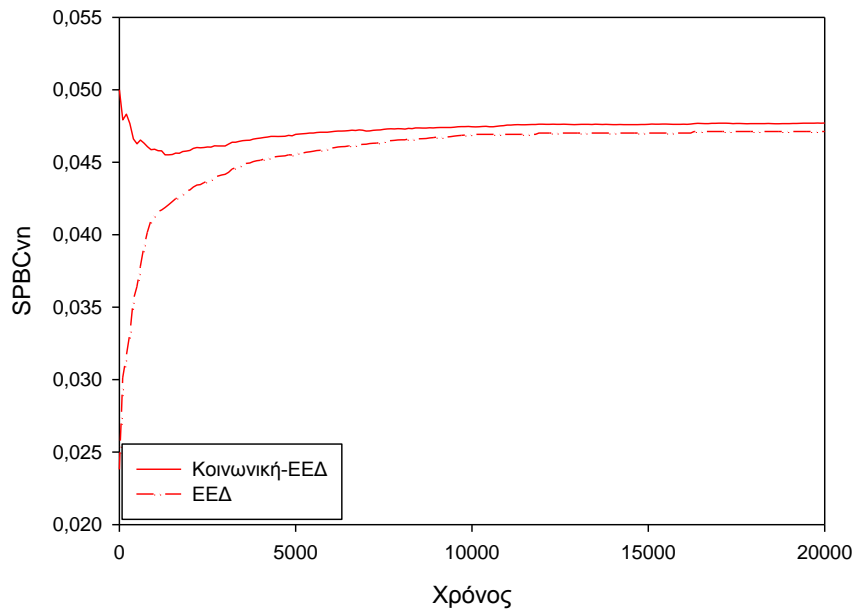
Το αυξημένο ποσοστό των επιτυχών αιτημάτων αντανακλάται επίσης και στο κέρδος ενσωμάτωσης (Σχ. 5.4) καθώς η κοινωνικά-ενήμερη ΕΕΔ υποδέχεται περισσότερα εικονικά δίκτυα. Όσον αφορά το κόστος ενσωμάτωσης που απεικονίζεται στο Σχ. 5.5 ο κοινωνικά-ενήμερος αλγόριθμος ΕΕΔ παρουσιάζει καλύτερη απόδοση ως προς το κόστος, λόγω του ότι χρησιμοποιεί συντομότερες φυσικές διαδρομές κατά την διάρκεια της ενσωμάτωσης των ζεύξεων.



Σχ. 5.4 Κέρδος ενσωμάτωσης αιτημάτων για κοινωνική και μη ΕΕΔ.



Σχ. 5.5 Κόστος ενσωμάτωσης αιτημάτων για κοινωνική και μη ΕΕΔ.



Σχ. 5.6 Κεντρικότητα διαμεσότητας αιτημάτων για κοινωνική και μη ΕΕΔ.

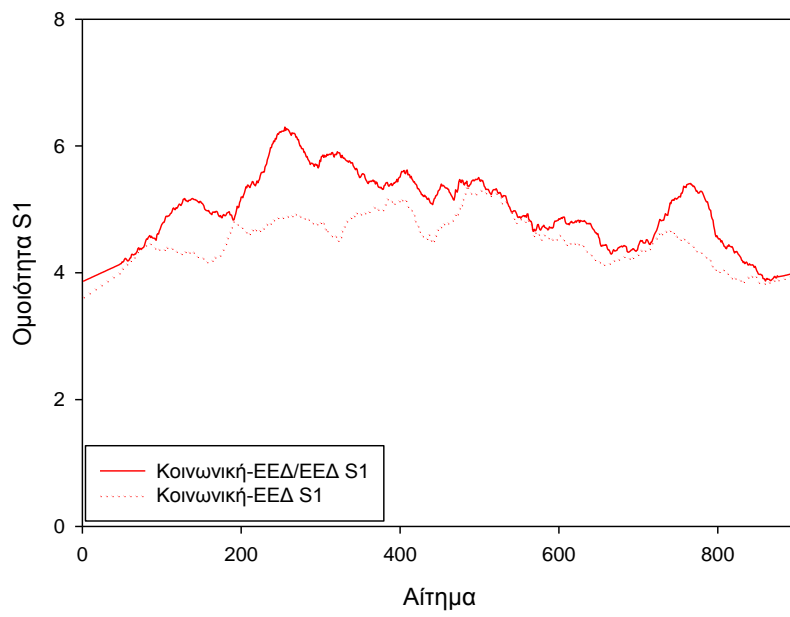
Στο Σχ.5.7 απεικονίζεται η ομοιότητα S_1 . Η γραμμή κοινωνική-ΕΕΔ/ΕΕΔ συμβολίζει την ομοιότητα S_1 των λύσεων της κοινωνικής-ΕΕΔ και της απλής ΕΕΔ στο ίδιο φυσικό υπόστρωμα, ενώ η γραμμή κοινωνική-ΕΕΔ συμβολίζει την ομοιότητα των λύσεων της κοινωνικής-ΕΕΔ σε δυο διαφορετικά φυσικά υποστρώματα.

Στην πρώτη περίπτωση εξέτασης της ομοιότητας S_1 μια μηδενική τιμή θα σήμαινε την ύπαρξη δύο πανομοιότυπων λύσεων ενσωμάτωσης ως προς τα τοπολογικά τους χαρακτηριστικά. Αντίθετα η αυξημένη τιμή του S_1 υποδηλώνει τις διαφορές μεταξύ των δύο αλγορίθμων. Συγκεκριμένα, η κοινωνική-ΕΕΔ περιέχει τα κοινωνικά χαρακτηριστικά της τοπολογίας στην αντικειμενική συνάρτηση και διαλέγει συντομότερες φυσικές διαδρομές. Η παρατήρηση αυτή αποδεικνύεται και από τα υπόλοιπα μετρικά στοιχεία που απεικονίζονται στα Σχ. 5.3-5.6 όπου παρόλη την αύξηση στο ποσοστό επιτυχών ενσωματώσεων και στο κέρδος ενσωμάτωσης, το κόστος ενσωμάτωσης των δύο αλγορίθμων είναι αντίστοιχο.

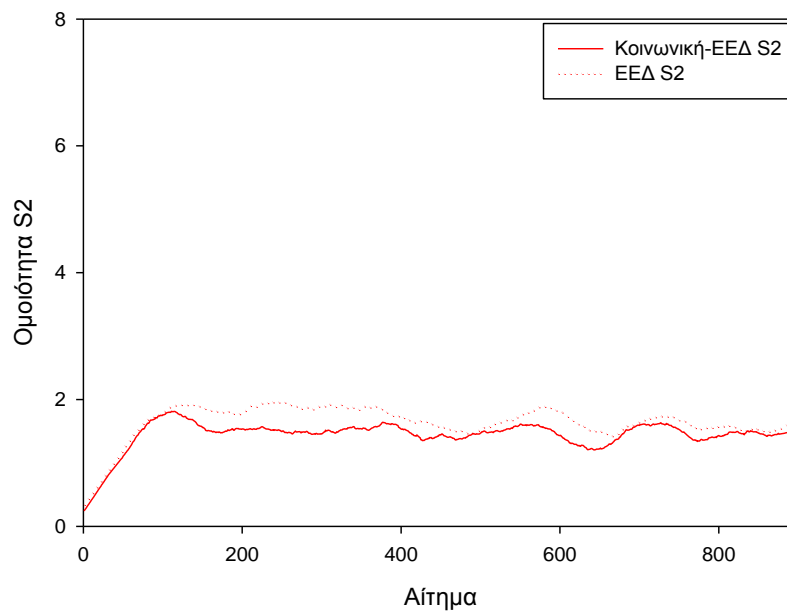
Αντίστοιχα, η ομοιότητα S_1 για δύο διαφορετικά υποστρώματα θα πρέπει να είναι ιδανικά ίση με μηδέν, υποδεικνύοντας πανομοιότυπες λύσεις ενσωμάτωσης. Παρόλο τις τοπολογικές διαφορές μεταξύ των υποκείμενων φυσικών υποστρωμάτων, οι λύσεις ενσωμάτωσης θα πρέπει να ακολουθούν όμοιες φυσικές διαδρομές για την ενσωμάτωση των εικονικών ζεύξεων, για την παροχή υψηλής ποιότητας υπηρεσίας ικανοποιώντας τις απαιτήσεις των χρηστών. Μια μικρή διαφορά στην ομοιότητα S_1 σε αυτήν την περίπτωση, αποδεικνύει την ικανότητα για την δημιουργία αναπαραγωγίμων εικονικών τοπολογιών.

Το μέτρο ομοιότητας S_2 χρησιμοποιείται για την επισήμανση της αναλογίας μεταξύ της έκτασης διαδρομής της λύσης ενσωμάτωσης σε σχέση με την πραγματική συντομότερη διαδρομή στην φυσική τοπολογία υποστρώματος. Όπως φαίνεται στο Σχ. 5.8, η προσθήκη των κοινωνικών χαρακτηριστικών στην αντικειμενική συνάρτηση ενισχύει την ικανότητα του αλγορίθμου να παρέχει παρόμοιες λύσεις ενσωμάτωσης ανεξάρτητα της υποκείμενης φυσικής τοπολογίας.

Γενικά, μια αυξημένη τιμή στις ομοιότητες S_1 ή S_2 ουσιαστικά αποτελεί ένδειξη για την διαφορά της γεωγραφικής κατανομής των θέσεων των κόμβων μεταξύ των δύο λύσεων ενσωμάτωσης.



Σχ. 5.7 Αξιολόγηση ομοιότητας S_1



Σχ. 5.8 Αξιολόγηση ομοιότητας S_2

Κεφάλαιο 6 – Δίκτυα Διανομής Περιεχομένου Προσανατολισμένα στο Νέφος

Η διατριβή συνεχίζει με την ανάπτυξη μιας εφαρμογής δημιουργίας δικτύων διανομής περιεχομένου πάνω από εικονικές υποδομές, κάνοντας χρήση της ανάλυσης των κοινωνικών δικτύων όπως παρουσιάστηκε στο προηγούμενο κεφάλαιο. Τα Δίκτυα Διανομής Περιεχομένου προσανατολισμένα στο νέφος (*Cloud-oriented Content Delivery Networks – CCDNs*) αποτελούν μια υποσχόμενη εναλλακτική σε σχέση με τα παραδοσιακά Δίκτυα Διανομής Περιεχομένου (*Content Delivery Networks – CDNs*). Εκμεταλλευόμενοι τα πλεονεκτήματα και τις αρχές λειτουργίας του νέφους, όπως το επιχειρηματικό μοντέλο της πληρωμής ανάλογα με την χρήση αλλά και την γεωγραφική διασπορά των πόρων του νέφους, τα CCDN μπορούν να προσφέρουν μια βιώσιμη και αποδοτική λύση για την λειτουργία υπηρεσιών δικτύων διανομής περιεχομένου. Στο Κεφάλαιο αυτό προτείνεται ένα ιεραρχικό πλαίσιο εργασίας ενώ η προτεινόμενη λύση αξιολογείται ως προς την αποδοτικότητα της αλλά και ως προς τις δυνατότητες κλιμάκωσης που παρουσιάζει πάνω από ένα περιβάλλον δικτυακού υπολογιστικού νέφους πολλαπλών παρόχων, στο οποίο λαμβάνονται υπόψη ταυτόχρονα τόσο οι δικτυακοί πόροι σε κάθε νέφος αλλά και μεταξύ των νεφών αλλά και οι παραδοσιακοί υπολογιστικοί πόροι. Για την αποδοτική υλοποίηση της CCDN λύσης, το πρόβλημα διασπάται στο πρόβλημα τμηματοποίησης γράφου και στο πρόβλημα της τοποθέτησης των διακομιστών αναπαραγωγής λαμβάνοντας υπόψη τους περιορισμούς που εισάγονται από την διαθέσιμη χωρητικότητα των φυσικών πόρων, ενώ εισάγονται και προσαρμόζονται κατάλληλα τα απαραίτητα μοντέλα κόστους. Η απόδοση του προτεινόμενου πλαισίου εργασίας αξιολογείται μέσω προσομοίωσης, ενώ εισάγονται και ορίζονται τα κατάλληλα μετρικά στοιχεία που αντανακλούν στο ποσοστό εξυπηρέτησης των συμμετεχόντων οντοτήτων σε ένα CCDN περιβάλλον.

6.1 Εισαγωγή

Τα Δίκτυα Διανομής Περιεχομένου είναι ευρέως διαδεδομένα για την αντιμετώπιση των περιορισμών που εισάγει το Διαδίκτυο ως προς την ποιότητα υπηρεσίας που παρέχεται στους χρήστες όταν προσπαθούν να αποκτήσουν πρόσβαση σε κάποιο περιεχόμενο αρχείου (Pathan, 2008). Σε ένα CDN δίκτυο, το περιεχόμενο αντιγράφεται σε διακομιστές προσωρινής αποθήκευσης (*cache servers*), οι οποίοι είναι επίσης γνωστοί ως περιφερειακοί (*edge*) ή διακομιστές αναπαραγωγής (*surrogate*) και είναι διασκορπισμένοι σε ολόκληρο τον κόσμο. Τα αιτήματα των πελατών ανακατευθύνονται για την εξυπηρέτησή τους σε κατάλληλες τοποθεσίες ανάλογα με έναν αριθμό από δικτυακά κριτήρια, όπως ο όγκος της δικτυακής

κίνησης, η ποιότητα υπηρεσίας και η εγγύτητα των χρηστών, καθώς και σε έναν αριθμό από κριτήρια προσανατολισμένα στις υπηρεσίες όπως το φορτίο του διακομιστή, ο χρόνος απόκρισης και η διαθεσιμότητα του αρχείου.

Τα παραδοσιακά CDNs μπορούν να υποστηρίξουν επιτυχώς την κίνηση του διαδικτύου αλλά απαιτούν σημαντικές επενδύσεις, ενώ απευθύνονται σε μεγάλο βαθμό μόνο για συγκεκριμένες εφαρμογές. Οι εμπορικές εταιρίες παροχής CDN εγκαθιστούν τους περιφερειακούς διακομιστές σε πολλές γεωγραφικές περιοχές με στόχο την βελτίωση του χρόνου απόκρισης και της εγγύτητας πρόσβασης στο περιεχόμενο εις βάρος όμως μιας αύξησης στην τιμολόγηση της υπηρεσίας.

Για την αντιμετώπιση του προβλήματος αυτού, αναζητείται πλέον η λύση στην ανερχόμενη τεχνολογία του Διαδικτύου του Μέλλοντος και συγκεκριμένα στην τεχνολογία της εικονικοποίησης και του νέφους (Broberg, 2009). Ένα CDN προσανατολισμένο στην τεχνολογία του νέφους χρησιμοποιεί το νέφος για την παροχή ευέλικτης και κατά απαίτησης χωρητικότητας, εισάγοντας δυνατότητες αναπαραγωγής περιεχομένου σε διάφορες γεωγραφικές περιοχές οι οποίες βρίσκονται στην υποδομή του νέφους. Με αυτόν τον τρόπο το CCDN μπορεί να μειώσει την προσπάθεια και το κόστος που χρειάζεται για την παροχή ολοκληρωμένων λύσεων και εφαρμογών σε ένα περιβάλλον με γρήγορη ανάπτυξη λειτουργίας και χρόνου διάθεσης στην αγορά.

Στα πλαίσια του περιβάλλοντος εικονικοποίησης, το σύνολο των πόρων που παρέχεται για την διανομή υπηρεσιών μπορεί να ενισχυθεί με την ενσωμάτωση των διακομιστών αναπαραγωγής σαν επιπλέον τύπος πόρου. Επιπλέον, χρησιμοποιώντας τις δικτυακές διαδρομές (εσωτερικές ή δια-παροχικές σε περίπτωση πολλαπλών παρόχων υποδομής), το περιεχόμενο μπορεί να διανέμεται κατάλληλα στους χρήστες.

Παρόλα αυτά, για την παροχή υπηρεσιών CCDN, όπου τα χαρακτηριστικά του CDN θα πρέπει να κληρονομηθούν στο νέφος, το πρόβλημα της κατανομής των εικονικών πόρων στους φυσικούς, θα πρέπει να λυθεί αντιμετωπίζοντας πλέον το πρόβλημα τοποθέτησης των διακομιστών αναπαραγωγής σε γεωγραφικές θέσεις κοντινές προς τους τελικούς χρήστες (Pathan, 2008). Επιπλέον, αποδοτικές διαδρομές για την διανομή περιεχομένου θα πρέπει να ενεργοποιηθούν πάνω από την δικτυακή τοπολογία της φυσικής υποδομής. Αυτές οι διαδρομές μπορεί να εκτείνονται πάνω από πολλαπλές διαχειριστικές περιοχές, ενώ η κατεύθυνση του γράφου διανομής περιεχομένου έχει ιδιαίτερη σημασία για το κόστος ενεργοποίησης του CCDN, καθώς στα διάφορα μοντέλα κόστους των παρόχων νέφους τα κόστη για την κατωφόρτωση (download) και ανωφόρτωση (upload) ποικίλουν. Τέλος σε περίπτωση πολλαπλών παρόχων υποδομής μια κατάλληλη ενδιάμεση υπηρεσία απαιτείται για την αποτελεσματική και την οικονομική λειτουργία του CDN.

6.2 Μοντέλα και Μέθοδοι

Το πρόβλημα της τοποθέτησης των διακομιστών αναπαραγωγής στα παραδοσιακά CDNs αναφέρεται στην εύρεση των πλέον κατάλληλων διακομιστών για να γίνει η αντιγραφή των αρχείων. Το πρόβλημα της τοποθέτησης αντιγράφων αρχείων ανήκει στην κατηγορία των μη πολυωνυμικών πλήρες προβλημάτων (Neves, 2010). Η απόδοση της λύσης τοποθέτησης ενός CDN δικτύου επηρεάζεται από ένα σύνολο παραγόντων όπως: i) ο αριθμός των διακομιστών αναπαραγωγής που απαιτούνται ii) το μοντέλο του κόστους που χρησιμοποιείται για το κόστος αποθήκευσης, το κόστος ανάκτησης και το κόστος ενημέρωσης και iii) την ποιότητα της υπηρεσίας που θα πρέπει να παρέχεται. Το πρόβλημα αυτό συνήθως μοντελοποιείται σαν το πρόβλημα k-ενδιάμεσων (k-median) (Qiu, 2001), το πρόβλημα χωροθέτησης υπηρεσιών (facility location) (Cronin, 2002), το πρόβλημα ελάχιστων k-κέντρων (minimum k-center) (Cronin, 2002), ή σαν μοντέλο δυναμικού προγραμματισμού (Jia, 2003). Σχετικά με το μοντέλο του κόστους που χρησιμοποιείται, μπορεί να χρησιμοποιηθεί μόνο το κόστος κατωφόρτισης (Qiu, 2001), (Radoslanov, 2002), ενώ αλλά πιο ολοκληρωμένα μοντέλα συμπεριλαμβάνουν και το κόστος ανάκτησης και ενημέρωσης περιεχομένου (Jia, 2003) καθώς και το κόστος αποθήκευσης (Cidon, 2002). Όσον αφορά την παρεχόμενη ποιότητα υπηρεσίας κατά την τοποθέτηση των διακομιστών αναπαραγωγής, λαμβάνονται υπόψη περιορισμοί σχετικά με την εγγύτητα του διακομιστή στους τελικούς χρήστες (Tang, 2005), (Wang, 2006), (Rodolakis, 2006), (Li, 1999).

Οι προτεινόμενες λύσεις αυτές είναι στατικές με την έννοια ότι απαιτείται η γνώση των απαιτήσεων των χρηστών για να αποφασιστεί η ανάθεση των αντιγράφων. Σε αυτό το κεφάλαιο, ακολουθείται η ίδια λογική ενώ παρουσιάζεται μια μέθοδος επίλυσης του πολύπλοκου προβλήματος καθορισμού του αριθμού αλλά και της θέσης των διακομιστών αναπαραγωγής για την εξυπηρέτηση ενός αριθμού χρηστών λαμβάνοντας υπόψη τους περιορισμούς παροχής ποιότητας υπηρεσίας. Επιπλέον στο μοντέλο του κόστους συμπεριλαμβάνονται τα κόστη ενημέρωσης, ανάκτησης και αποθήκευσης. Το πρόβλημα όμως πια μετατίθεται στο περιβάλλον εικονικοποίησης και υπολογιστικού νέφους με αποτέλεσμα να εισάγονται επιπλέον περιορισμοί. Για αυτόν τον λόγο απαιτείται μια διαφορετική προσέγγιση του προβλήματος ανάθεσης διακομιστών αναπαραγωγής.

Ορισμένες εργασίες στην βιβλιογραφία έχουν προτείνει κατάλληλα πλαίσια εργασίας για CCNDN δίκτυα. Συγκεκριμένα, έχει προταθεί μια κατάλληλη αρχιτεκτονική (Jin, 2012) για την παροχή διανομής περιεχομένου ως υπηρεσία (Content Deliver as a Service – CoDaaS). Η εικονική υπηρεσία διανομής περιεχομένου υλοποιείται πάνω από το νέφος, χωρίς ωστόσο να παρέχονται οι κατάλληλες πληροφορίες για το πώς υλοποιείται το δίκτυο επικάλυψης (overlay network). Μια διαφορετική προσέγγιση (Srinivasan, 2012) επιτρέπει στους παρόχους περιεχομένου (content providers) να χρησιμοποιούν δυναμικά και να ενεργοποιούν

κατάλληλες CDN μονάδες σε περιφερειακούς ή κεντρικούς δρομολογητές με δυνατότητες προγραμματισμού των διαδρομών κατανομής περιεχομένου από τον διακομιστή προέλευσης προς τους τελικούς χρήστες. Η συγκεκριμένη λύση CCDN, ονομάζεται ActiveCDN και ανακατευθύνει τους χρήστες σε κατάλληλους κόμβους αναπαραγωγής περιεχομένου ανάλογα με την γεωγραφική τους θέση. Οι CDN μονάδες δημιουργούνται ανάλογα με τις ανάγκες του δικτύου οδηγώντας στην δημιουργία δυναμικών τοπολογιών δικτύου. Άλλες εργασίες (Carlsson, 2012) διερευνούν τις δυνατότητες σχεδιασμού σε ένα σύστημα που αξιοποιεί τόσο τους πόρους του νέφους αλλά και ομότιμων οντοτήτων που συνεργάζονται προκειμένου να μειωθεί η επιβάρυνση φόρτου στον διακομιστή προέλευσης αλλά και το κόστος διανομής για τον πάροχο περιεχομένου. Οι τεχνικές αυτές εστιάζουν στην βελτιστοποίηση της τοποθέτησης αντιγράφων, σε περίπτωση συνδρομής ομότιμων δικτύων (peer) βασισμένα σε CCDN, ενώ κάθε διακομιστής νέφους σχετίζεται μόνο με μια μη-επικαλυπτόμενη γεωγραφική περιοχή.

Άλλες εμπορικά διαθέσιμες CCDN λύσεις, όπως το MetaCDN (Broberg, 2009) παρέχουν μια κατάλληλη διεπαφή στους παρόχους νέφους για να χρησιμοποιηθούν για την διανομή περιεχομένου. Στην περίπτωση αυτή, δίνεται στους χρήστες ένας αριθμός από επιλογές σχετικά με το κόστος και την ποιότητα υπηρεσίας μέσω μιας κατάλληλης διαδικτυακής πύλης. Οι επιλογές αυτές επηρεάζουν την δημιουργία των τοποθεσιών αντιγράφων με στόχο i) την μεγιστοποίηση της γεωγραφικής κάλυψης και της απόδοσης, με το να αντιγράφονται όσο περισσότερα περιεχόμενα γίνεται σε όλες τις διαθέσιμες τοποθεσίες του νέφους, ii) την αντιγραφή των περιεχομένων σε συγκεκριμένες τοποθεσίες με το MetaCDN να πρέπει να συσχετίσει τις περιοχές αυτές με την τοποθεσία των τελικών χρηστών iii) την ελαχιστοποίηση του κόστους iv) την παροχή βέλτιστης ποιότητας υπηρεσίας ανάλογα με την περιοχή που καθορίζουν οι χρήστες. Παρόλα αυτά δεν δίνονται οι λεπτομέρειες υλοποίησης των στρατηγικών τοποθέτησης των αντιγράφων. Σε αντίθεση, άλλες εργασίες (Chen, 2012) παρέχουν ένα πλαίσιο εργασίας όπου υλοποιείται το πρόβλημα της τοποθέτησης των διακομιστών αναπαραγωγής μαζί με την δημιουργία κατάλληλων διαδρομών διανομής περιεχομένου, με στόχο την μείωση του κόστους που επιβαρύνονται οι CDN πάροχοι, ικανοποιώντας ταυτόχρονα τις απαιτήσεις των τελικών χρηστών ως προς την ποιότητα παροχής υπηρεσίας.

Παρόμοια, στο κεφάλαιο αυτό, αντιμετωπίζεται το πρόβλημα της βέλτιστης τοποθέτησης διακομιστών αναπαραγωγής και εύρεσης διαδρομών αλλά σε ένα περιβάλλον πολλαπλών παρόχων. Ο σκοπός είναι η ελαχιστοποίηση του κόστους δημιουργίας ενός CDN δικτύου, ικανοποιώντας τις απαιτήσεις των χρηστών για την παρεχόμενη ποιότητα υπηρεσίας και τους περιορισμούς στην χωρητικότητα των φυσικών πόρων (εύρος ζώνης και χωρητικότητα). Το περιβάλλον που μελετάται αποτελείται από πολλαπλούς παρόχους υποδομής που εκτείνονται σε πολλαπλούς χειριστικούς τομείς με αλληλοκαλυπτόμενες περιοχές εξυπηρέτησης. Οι διαδρομές διανομής περιεχομένου τόσο σε έναν πάροχο όσο και μεταξύ παρόχων

διαλέγονται ανάλογα με το κόστος χρήσης των πόρων κατά μήκος των φυσικών διαδρομών.

6.3 Ιεραρχικό Πλαίσιο Εργασίας CCDN

Σε ένα παραδοσιακό CDN, οι βασικές εμπλεκόμενες οντότητες είναι οι τελικοί χρήστες, ο πάροχος περιεχομένου και ο πάροχος του δικτύου διανομής περιεχομένου. Οι τελικοί χρήστες αποκτούν πρόσβαση στο περιεχόμενο από την ιστοσελίδα του παρόχου περιεχομένου. Ο πάροχος περιεχομένου με την σειρά του έχει την κατάλληλη αρμοδιότητα ή άδεια για να πουλήσει/διανείμει το περιεχόμενο, το οποίο βρίσκεται στον διακομιστή προέλευσης (origin server) του παρόχου. Τέλος ο CDN πάροχος, αναπτύσσει, διαχειρίζεται και συντηρεί την υποδομή που θα χρησιμοποιηθεί για την αξιόπιστη και γρήγορη διανομή περιεχομένου. Ουσιαστικά η υποδομή αυτή αποτελείται από το σύνολο των διακομιστών αναπαραγωγής, οι οποίοι διανέμουν τα αντίγραφα περιεχομένου στους τελικούς χρήστες (Pathan, 2008).

Στα πλαίσια του περιβάλλοντος δικτυακού υπολογιστικού νέφους, οι πάροχοι διανομής περιεχομένου μπορεί να αναπτύξουν το δικό τους δίκτυο διανομής περιεχομένου βασισμένο στο νέφος, ενοικιάζοντας την απαραίτητη υποδομή από i) παρόχους νέφους (π.χ. Amazon EC2) και ii) πάροχους μεταφοράς, οι οποίοι προσφέρουν εικονικές δια-νεφικές δικτυακές υπηρεσίες (π.χ. κατά απαίτηση διαδρομές με εγγυημένη ποιότητα υπηρεσίας) (Xin, 2011). Οι πάροχοι δικτύων μεταφοράς μπορούν να χρησιμοποιήσουν εικονικές δικτυακές τεχνολογίες επιπέδου L2/L3 (π.χ. VLANs) για να εγκαταστήσουν κατάλληλα δίκτυα επικάλυψης σε πολλαπλούς παρόχους υποδομής. Η ενοικίαση μπορεί να διαπραγματευτεί κατευθείαν με τους παρόχους υποδομής και τους παρόχους μεταφοράς είτε με κάποια κατάλληλη ενδιάμεση οντότητα όπως παρουσιάστηκε στο Κεφάλαιο 4.

Όμοια στο κεφάλαιο αυτό προτείνουμε την χρήση μια κεντροποιημένης ενδιάμεσης υπηρεσίας, τον ενδιάμεσο CCDN, που διευκολύνει την επικοινωνία μεταξύ των παρόχων των CCDN δικτύων και των παρόχων νέφους/μεταφοράς. Ο ενδιάμεσος είναι υπεύθυνος για την δημιουργία γράφων κατανομής περιεχομένου και την τμηματοποίηση τους μεταξύ ανταγωνιστικών παρόχων νέφους. Επιπλέον είναι υπεύθυνος ώστε ο κάθε πάροχος νέφους να υλοποιήσει την μερική CDN λύση με την εφαρμογή ενός κατάλληλου αλγορίθμου τοποθέτησης διακομιστών αναπαραγωγής. Τα τμήματα των CDNs που προκύπτουν ενώνονται από τον ενδιάμεσο για την διανομή της τελικής CCDN λύσης στον CCDN πάροχο. Διαφορετικά, μπορεί να χρησιμοποιηθεί μια κατανεμημένη προσέγγιση λειτουργίας του CCDN ενδιάμεσου, ο οποίος τοποθετείται σε κάθε πάροχο νέφους, με τον CCDN πάροχο να επικοινωνεί κατευθείαν με τον πάροχο νέφους, ενώ μέσω κατάλληλων διμερών συμφωνιών μεταξύ των παρόχων νέφους και μεταφοράς υλοποιείται η τελική CCDN υπηρεσία.

Κατά τον σχεδιασμό της CDN λύσης θα πρέπει να ληφθεί επίσης υπόψη ότι κάθε εμπλεκόμενη οντότητα έχει τις δικές της προτεραιότητες σε σχέση με το κόστος, την αποδοτικότητα και την ποιότητα υπηρεσίας (Ericsson, 2012). Για παράδειγμα, οι τελικοί χρήστες έχουν συγκεκριμένες απαιτήσεις ως προς την ποιότητα υπηρεσίας, οι CCDN πάροχοι επιθυμούν την ελαχιστοποίηση του κόστους ανάπτυξης της CDN υπηρεσίας πάνω από το περιβάλλον δικτυακού υπολογιστικού νέφους πολλαπλών παρόχων, ενώ οι πάροχοι νέφους επιθυμούν την αποτελεσματική χρησιμοποίηση των πόρων τους με σκοπό να μεγιστοποιήσουν το κέρδος τους. Ο ενδιαμέσος έχει ως στόχο να i) ικανοποιήσει τις απαιτήσεις που τίθενται από τον CCDN πάροχο και ii) να ελαχιστοποιήσει το συνολικό κόστος.

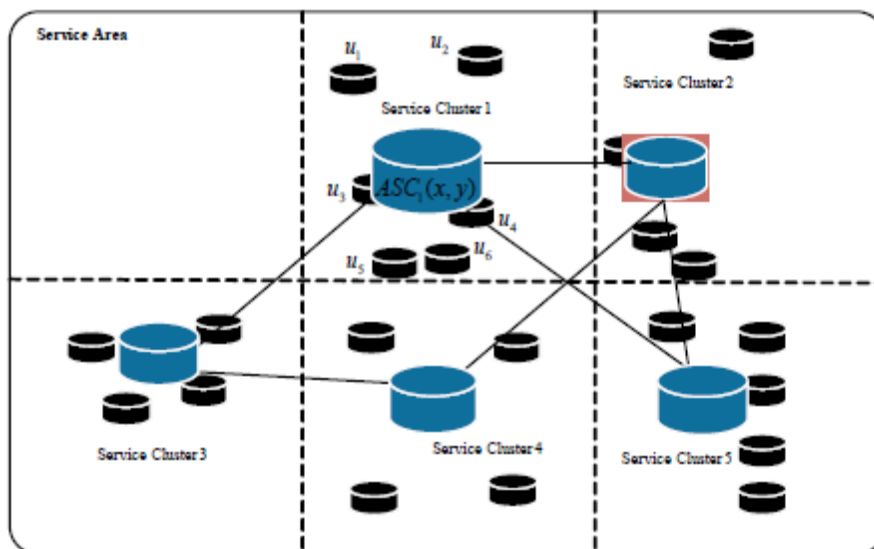
Για αυτόν τον λόγο, η παροχή ενός CDN πάνω από ένα περιβάλλον δικτυακών υπολογιστικών νεφών, απαιτεί την υιοθέτηση μιας κατάλληλης λύσης τοποθέτησης των διακομιστών αναπαραγωγής, λαμβάνοντας υπόψη την ύπαρξη πολλαπλών παρόχων και την γεωγραφική διασπορά των τελικών χρηστών. Αυτό επιτυγχάνεται με την υλοποίηση των ακόλουθων τριών φάσεων.

Προσχεδιασμός και υποθέσεις για το CCDN

Η τοποθέτηση των διακομιστών αναπαραγωγής σε διασυνδεδεμένα νέφη θα πρέπει να ακολουθεί την γεωγραφική διασπορά των τελικών χρηστών που θα παραλάβουν το περιεχόμενο. Για τον λόγο αυτό ο CCDN πάροχος θα πρέπει να αναγνωρίσει τους πιθανούς πελάτες της υπηρεσίας ανάλογα με την θέση τους σε μια ορισμένη γεωγραφική περιοχή. Αυτή η περιοχή εξυπηρέτησης (service area) στην συνέχεια διασπάται από τον ενδιαμέσο σε έναν αριθμό από μικρότερες υπό-περιοχές, οι οποίες ονομάζονται ομάδες εξυπηρέτησης υπηρεσίας (service clusters). Στο κεφάλαιο αυτό θεωρούμε την ύπαρξη g ομάδων εξυπηρέτησης, χωρίς να εξετάζουμε την αποδοτικότητα της τεχνικής ομαδοποίησης που χρησιμοποιείται. Σημειώνεται όμως ότι μπορούν να χρησιμοποιηθούν αρκετές διαφορετικές τεχνικές ομαδοποίησης ανάλογα με την παρεχόμενη υπηρεσία, αλλά και το επιχειρηματικό μοντέλο των παρόχων και των πελατών.

Κάθε ομάδα εξυπηρέτησης αναπαρίσταται σαν ένας κόμβος ο οποίος ονομάζεται Αφαιρετική Ομάδα Εξυπηρέτησης Υπηρεσίας (Abstract Service Cluster - ASC_g). Ο ASC_g κόμβος χαρακτηρίζεται από τις συντεταγμένες θέσης του, οι οποίες ορίζονται από το κέντρο μάζας $ASC_g(x, y)$ της ομάδας εξυπηρέτησης, ανάλογα με την γεωγραφική θέση των τελικών χρηστών. Ο ASC_g σχετίζεται επιπλέον με ένα σύνολο από CDN χαρακτηριστικά της κάθε ομάδας εξυπηρέτησης όπως i) οι τελικοί χρήστες της ομάδας ii) ο ρυθμός αιτήσεων για κάθε χρήστη iii) και το μέγεθος των περιεχομένων που αντιγράφονται. Η διαδικασία ομαδοποίησης απεικονίζεται στο Σχήμα 6.1 μαζί με την εξαγωγή της γεωγραφικής θέσης του κόμβου που αναπαριστά την ομάδα εξυπηρέτησης 1. Για το σύνολο των g ASCs που δημιουργούνται, αναπτύσσεται ένας γράφος μερικής συνδεσιμότητας. Ο κόμβος που έχει επισημανθεί στο Σχ. 6.1 αναπαριστά τον διακομιστή προέλευσης, υποθέτοντας ότι ο CCDN

πάροχος έχει επιλέξει εκ των προτέρων την ομάδα εξυπηρέτησης στην οποία θα τοποθετηθεί ο διακομιστής προέλευσης. Ο γράφος κατανομής περιεχομένου που προκύπτει θα χρησιμοποιηθεί στην συνέχεια για την ανάθεση της κάθε ομάδας εξυπηρέτησης στον κατάλληλο πάροχο νέφους. Ο γράφος μερικής διασύνδεσης που σχηματίζεται παρέχει πλεονάζουσες διαδρομές κατανομής περιεχομένου από την ομάδα εξυπηρέτησης του διακομιστή προέλευσης προς τις υπόλοιπες ομάδες εξυπηρέτησης όλης της περιοχής εξυπηρέτησης της υπηρεσίας.



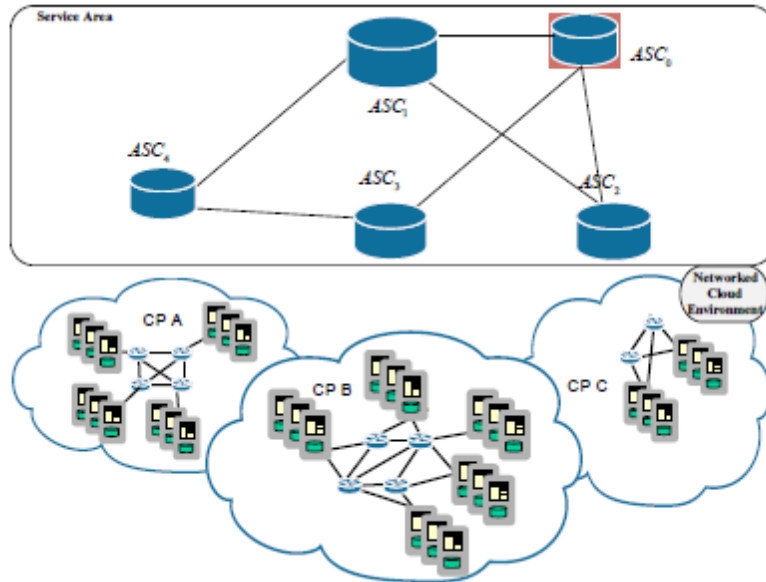
Σχ. 6.1 Ομαδοποίηση περιοχής εξυπηρέτησης και γράφος κατανομής περιεχομένου μεταξύ των ομάδων εξυπηρέτησης.

Ανάθεση ομάδας εξυπηρέτησης στον πάροχο νέφους

Στην φάση αυτή, υποθέτουμε, ότι υπάρχουν περισσότεροι από ένας πάροχοι νέφους, οι οποίοι διαθέτουν κοινή περιοχή εξυπηρέτησης υπηρεσίας. Ο σκοπός του ενδιαμέσου είναι η αποδοτική τμηματοποίηση του γράφου κατανομής περιεχομένου που συνδέει τις διάφορες ομάδες εξυπηρέτησης σε κατάλληλους παρόχους νέφους. Κάθε ομάδα μπορεί να ανατεθεί σε έναν μόνο πάροχο νέφους, ενώ κάθε πάροχος νέφους μπορεί να εξυπηρετεί πολλαπλές ομάδες.

Ο ενδιάμεσος προωθεί τον γράφο κατανομής περιεχομένου των ομάδων εξυπηρέτησης στους παρόχους νέφους (Σχήμα 6.2). Οι πάροχοι νέφους στην συνέχεια θα πρέπει να επιστρέψουν στον ενδιάμεσο πληροφορίες σχετικά με τον αριθμό των πόρων που είναι διαθέσιμοι σε κάθε ομάδα εξυπηρέτησης καθώς και το κόστος χρησιμοποίησης του κάθε πόρου, επιτρέποντας την διαφορετική τιμολόγηση ανάλογα με την τοποθεσία της υπηρεσίας. Ανάλογα με την πληροφορία αυτή και χρησιμοποιώντας μια κατάλληλη μέθοδο τμηματοποίησης γράφου (Houidi, 2011), ο ενδιάμεσος καταλήγει στην πιο αποδοτική λύση ως προς το κόστος για την ανάθεση

των ομάδων εξυπηρέτησης στον κατάλληλο πάροχο νέφους, στέλνοντας τα αντίστοιχα τμήματα του γράφου κατανομής περιεχομένου στους πάροχους νέφους που επιλέχθηκαν.



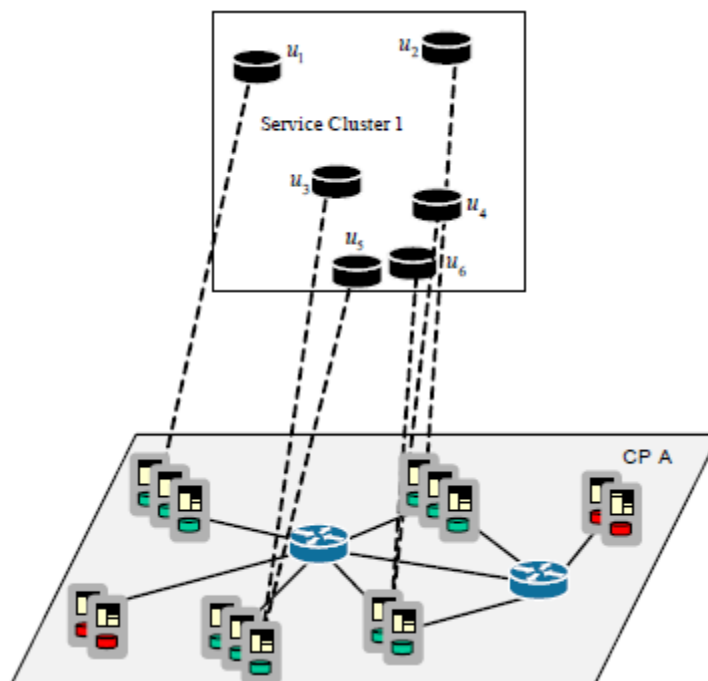
Σχ. 6.2 Γράφος κατανομής περιεχομένου των ομάδων εξυπηρέτησης πάνω από περιβάλλον δικτυακού υπολογιστικού νέφους

Εικονική τοποθέτηση διακομιστών αναπαραγωγής σε κάθε ομάδα εξυπηρέτησης

Μετά την ανάθεση σε κάθε πάροχο υποδομής ενός ή περισσότερων τμημάτων του γράφου κατανομής περιεχομένου με πληροφορίες σχετικά με την τοποθεσία των χρηστών και των απαιτήσεων τους σε κάθε ομάδα εξυπηρέτησης, ο πάροχος υποδομής θα πρέπει να εκτελέσει έναν κατάλληλο αλγόριθμο για την τοποθέτηση των διακομιστών αναπαραγωγής. Στο συγκεκριμένο κεφάλαιο, προτείνουμε δύο νέους αλγόριθμους, τον ευρετικό αλγόριθμο της Εικονικής Τοποθέτησης Διακομιστών Αναπαραγωγής (Virtual Surrogate Placement) και τον ευρετικό αλγόριθμο Εικονικής Τοποθέτησης Διακομιστών Αναπαραγωγής βασισμένο στην Κοινωνική Ανάλυση Δικτύων (Social Network Analysis based Virtual Surrogate Placement). Ο στόχος του προβλήματος είναι να προσδιοριστεί ο αριθμός και η θέση που θα πρέπει να τοποθετηθούν οι διακομιστές αναπαραγωγής στο υποσύνολο των διαθέσιμων θέσεων νέφους (cloud sites) μέσα στον διαχειριστικό τομέα του κάθε παρόχου νέφους, στην συγκεκριμένη ομάδα εξυπηρέτησης, έτσι ώστε ο κάθε τελικός χρήστης να ανατίθεται σε έναν διακομιστή αναπαραγωγής ενώ ταυτόχρονα να ικανοποιούνται οι απαιτήσεις του σε ποιότητα υπηρεσίας (Σχήμα 6.3). Ένας από τους διακομιστές αναπαραγωγής σε κάθε ομάδα εξυπηρέτησης μπορεί να επιλεγεί για να διευκολύνει την επικοινωνία μεταξύ των υπόλοιπων διακομιστών αναπαραγωγής και του διακομιστή προέλευσης, ο οποίος ανήκει σε διαφορετική ομάδα εξυπηρέτησης. Ο διακομιστής αυτός επιλέγεται σύμφωνα με την εγγύτητα του προς το ASC και τις απαιτήσεις του σε χωρητικότητα, ενώ θα ορίζεται στο εξής ως διακομιστής μεταφοράς (transit server).

Ο CCDN ενδιάμεσος είναι υπεύθυνος να πληροφορεί τον CCDN πάροχο για το συνολικό κόστος αλλά και της πληροφορίες υλοποίησης του CCDN δικτύου.

Στον Πίνακα 6.1 παρέχονται οι βασικές έννοιες που αναπτύχθηκαν παραπάνω.



Σχ. 6.3 Τοποθέτηση Αντιγράφων σε Ένα Δικτυακό Νέφος

Πίνακας 6.1 Πίνακας Ορολογιών

CCDN	Δίκτυο διανομής περιεχομένου προσανατολισμένο στην τεχνολογία του νέφους (Cloud Content Delivery Networks – CCDN).
CP	Πάροχος Νέφους (Cloud Provider – CP).
Πάροχος Μεταφοράς	Διασυνδέει νέφη που ανήκουν σε διαφορετικούς πάροχους μεταφοράς με κατάλληλες εικονικές ζεύξεις.
CCDN Πάροχος	Ο Πάροχος Περιεχομένου που αναπτύσσει το δικό του CDN δίκτυο πάνω από ένα σύνολο ενοικιασμένων δικτυακών πόρων νέφους.
Περιοχή Εξυπηρέτησης	Μια καθορισμένη γεωγραφική περιοχή όπου ο CCDN πάροχος εξασφαλίζει υπηρεσίες διανομής περιεχομένου στους τελικούς χρήστες.
CCDN Ενδιάμεσος	Παρέχει υπηρεσίες διαμεσολάβησης στους CCDN παρόχους, ανάλογα με την περιοχή εξυπηρέτησης του CCDN παρόχου, το πιθανό πελατολόγιο, τους διαθέσιμους παρόχους νέφους και παρόχους

	μεταφοράς.
Ομάδα Εξυπηρέτησης	Αποτελεί μια βασική μονάδα της περιοχής εξυπηρέτησης και ορίζεται από τον CCDN ενδιάμεσο.
ASC	Αφαιρετική Ομάδα Εξυπηρέτησης Υπηρεσίας (Abstract Service Cluster - ASC) αποτελεί σημείο αντιπροσώπευσης της ομάδας εξυπηρέτησης, και ορίζεται ως το κέντρο της μάζας της θέσης των τελικών χρηστών στη συγκεκριμένη ομάδα εξυπηρέτησης.

6.4 Μοντελοποίηση του Προβλήματος

6.4.1 Ορισμός Πλαισίου Εργασίας ενός CCDN: Μια προσέγγιση από τη βάση

Υπόστρωμα

Ακολουθώντας την σημειογραφία των προηγούμενων κεφαλαίων, η δικτυακή τοπολογία του υποστρώματος για κάθε πάροχο νέφους $k \in K$ μοντελοποιείται και σε αυτήν την περίπτωση σαν ένα μη κατευθυνόμενος σταθμισμένος γράφος $G_k^S = (N_k^S, E_k^S)$. Κάθε κόμβος του υποστρώματος $n_k^S \in N_{A,k}^S \subseteq N_k^S$ αποτελεί έναν φυσικό πόρο που συσχετίζεται με ένα σύνολο από λειτουργικά χαρακτηριστικά συμπεριλαμβανομένου του τύπου του κόμβου π.χ. $A = \{\text{τύπος κόμβου, λειτουργικό σύστημα, περιβάλλον εικονικοποίησης, κ.λπ.}\}$. Επιπλέον κάθε κόμβος $n_k^S \in N_{A,k}^S$ χαρακτηρίζεται επίσης από την θέση του $n_k^S(x, y)$ και από ένα σύνολο από μη λειτουργικά χαρακτηριστικά $I = \{KME, \text{μνήμη, αποθήκευση}\}$ για $A = \{\text{διακομιστής}\}$. Κάθε πόρος i έχει χωρητικότητα $CAP_i(n_k^S), i \in I$. Επιπλέον κάθε φυσική ζεύξη $uw_k^S \in E_k^S, u, v \in N_k^S$ σχετίζεται με μια χωρητικότητα σε εύρος ζώνης $bw(uv_k^S)$. Όμοια κάθε διαδρομή μεταξύ των κόμβων $u, v \in N_k^S$ συμβολίζεται ως $P_k^S(u, v)$.

Ομάδα Εξυπηρέτησης

Υποθέτουμε ότι το μέγεθος του περιεχομένου που αντιγράφεται σε κάθε εικονικό διακομιστή αναπαραγωγής είναι $W GB$. Επίσης όσον αφορά την τακτική απόκτησης περιεχομένου υιοθετείται μια μη συνεργατική μέθοδο ανέλκυσης περιεχομένου (non-cooperative pull-based approach) κατά την οποία οι αιτήσεις των χρηστών ανακατευθύνονται με έναν ρυθμό ρ (Jia, 2003) στον πιο κοντινό διακομιστή αναπαραγωγής. Εάν υπάρχει αστοχία περιεχομένου (cache miss), ο διακομιστής

αναπαραγωγής θα αντλήσει το περιεχόμενο από τον διακομιστή μεταφοράς. Αυτή η προσέγγιση χρησιμοποιείται και από τους πιο γνωστούς εμπορικούς CDN παρόχους (π.χ. Akamai, Mirror Image) (Pathan, 2008).

Επίσης υποθέτουμε ότι υπάρχουν N τελικοί χρήστες στην ομάδα εξυπηρέτησης που μελετάται $U = \{u_0, u_1, \dots, u_N\}$. Κάθε χρήστης σχετίζεται με (i) μια συγκεκριμένη τοποθεσία που ορίζεται από τις συντεταγμένες του χρήστη $u_n(x, y)$, (ii) τον ρυθμό αιτήσεων $r(u_n)$ και (iii) το μέγεθος του αιτήματος w_n που εκφράζεται σε bytes. Το αίτημα w_n του χρήστη μπορεί να είναι μικρότερο, ίσο ή μεγαλύτερο από το W ανάλογα με τη χρήση προσωρινής αποθήκευσης του περιεχομένου ή ανάλογα με την ύπαρξη πολλαπλών επαναλαμβανόμενων αιτήσεων χωρίς να δίνεται η δυνατότητα προσωρινής αποθήκευσης περιεχομένου (Chen, 2012).

Υποθέτοντας επίσης ότι το ποσοστό επιτυχίας στον διακομιστή αναπαραγωγής είναι ρ , τότε ένα ποσοστό $\rho r(u_n)$ των αιτήσεων των χρηστών μπορεί να εξυπηρετηθεί κατευθείαν από τον διακομιστή αναπαραγωγής ενώ το υπόλοιπο ποσοστό $(1 - \rho) r(u_n)$ των αιτήσεων θα εξυπηρετηθεί από τον διακομιστή μεταφοράς, ενώ τα $r(u_n)$ αιτήματα έχουν απαιτήσεις σε εύρος ζώνης $w_n r(u_n)$. Όμοια, οι απαιτήσεις σε εύρος ζώνης από τον διακομιστή μεταφοράς προς τον διακομιστή αναπαραγωγής είναι $(1 - \rho)w_n r(u_n)$.

Γράφος Κατανομής Περιεχομένου

Ο γράφος κατανομής περιεχομένου που διασυνδέει τις ομάδες εξυπηρέτησης, αναπαρίσταται σαν ένας μη κατευθυνόμενος σταθμισμένος γράφος $G^D = (N^D, E^D)$. Το σύνολο των ASCs αποτελούν τους κόμβους του γράφου G^D . Ο κόμβος n_0^D , αποτελεί ουσιαστικά τον διακομιστή προέλευσης όπως ορίζεται από τον CCDN πάροχο. Επιπλέον $\forall ASC_g, g \neq 0$ μπορεί να υπάρχουν πολλαπλές διαδρομές κατανομής $P(ASC_0, ASC_g)$. Κάθε κόμβος $n_g^D \in N^D$, συσχετίζεται με τα γεωγραφικά όρια της ομάδας εξυπηρέτησης ASC_g^{area} , τις γεωγραφικές συντεταγμένες του $ASC_g(x, y)$ και το μέγεθος W του περιεχομένου που αντιγράφεται. Κάθε ζεύξη $n_g n_{g'} \in E^D, \forall g, g', g \neq g'$ καθορίζει τις εικονικές ζεύξεις του γράφου κατανομής περιεχομένου μεταξύ των ομάδων εξυπηρέτησης ASC_g και $ASC_{g'}$.

Κόστος παροχής CCDN

Σε κάθε διαχειριστικό τομέα ενός παρόχου νέφους k , το κόστος ενεργοποίησης ενός κόμβου $n_k^S \in N_{A,k}^S, A = \{\text{διακομιστής}\}$, υπολογίζεται σαν το άθροισμα από τα ακόλουθα κόστη:

- 1) Το κόστος δέσμευσης των υπολογιστικών πόρων ενός φυσικού πόρου του νέφους (π.χ. ένας εικονικός διακομιστής αναπαραγωγής). Στο κεφάλαιο αυτό, λαμβάνεται υπόψη μόνο το κόστος αποθήκευσης του

περιεχομένου που αντιγράφεται. Υπολογίζεται από το κόστος αποθήκευσης $CAP_{i=sto}(n_k^S)$ ανά GB ανάλογα με την πολιτική κοστολόγησης του κάθε πάροχου νέφους πολλαπλασιασμένο από το μέγεθος του αντίγραφου του περιεχομένου ανά GB . Το κόστος αποθήκευσης ορίζεται σαν μια τμηματικά γραμμική και κυρτή συνάρτηση της χρησιμοποίησης των πόρων αποθήκευσης σε ένα συγκεκριμένο χρονικό διάστημα $U(CAP_{i=sto}(n_k^S))$ του φυσικού κόμβου.

- 2) Το κόστος της μεταφοράς ενός περιεχομένου που αντιγράφεται στον κόμβο n_k^S από τον κόμβο $m_k^S \in N_{A,k}^S, A = \{\text{διακομιστής}\}$. Καθώς οι φυσικοί κόμβοι του νέφους διασυνδέονται μεταξύ τους, η απαιτούμενη χωρητικότητα των εικονικών ζεύξεων υπολογίζεται από την μεταφορά ενός περιεχομένου που δεν είναι προσωρινά αποθηκευμένο στον κόμβο n_k^S από τον κόμβο m_k^S με κόστος επικοινωνίας $P_{m_k^S n_k^S}$ για κάθε $Gbps$ όπως χρεώνεται από τον πάροχο νέφους. Αυτές οι εικονικές ζεύξεις αντιστοιχούν είτε σε φυσικές ζεύξεις μεταξύ των κόμβων του νέφους είτε σε φυσικές διαδρομές.

Τέλος, σημειώνεται ότι το κόστος πρόσβασης για έναν χρήστη u_n ο οποίος έχει ανατεθεί στον φυσικό κόμβο n_k^S , υπολογίζεται από το κόστος κατωφόρτισης $D_{n_k^S}$ που χρεώνει ο πάροχος νέφους πολλαπλασιασμένο με το μέγεθος του αιτήματος του χρήστη σε GB .

6.4.2 Ανάθεση ομάδας εξυπηρέτησης σε πάροχο νέφους

Το προτεινόμενο πλαίσιο εργασίας όπως παρουσιάστηκε προηγουμένως, στοχεύει στην δημιουργία ενός CCDN παραδείγματος πάνω από ένα περιβάλλον πολλαπλών νεφών το οποίο αποτελείται από πολλούς ανταγωνιζόμενους παρόχους νέφους. Ουσιαστικά, αυτό προϋποθέτει την τοποθέτηση των διακομιστών αναπαραγωγής σε κάθε περιοχή εξυπηρέτησης και την ανάθεση των χρηστών στους διακομιστές αυτούς. Για αυτόν τον λόγο, η περιοχή εξυπηρέτησης διασπάται σε μικρότερες ομάδες εξυπηρέτησης, ενώ δημιουργείται ένας γράφος κατανομής περιεχομένου που εκτείνεται σε αυτές τις ομάδες εξυπηρέτησης. Επιπλέον στο συγκεκριμένο παράδειγμα ο CCDN ενδιάμεσος είναι υπεύθυνος για την αποτελεσματική τμηματοποίηση ως προς το κόστος του γράφου κατανομής περιεχομένου στους διάφορους παρόχους νέφους.

Συγκεκριμένα κάθε πάροχος νέφους $k \in K$, όταν λαμβάνει τον γράφο κατανομής περιεχομένου, αναγνωρίζει για κάθε ομάδα εξυπηρέτησης g , το σύνολο των διακομιστών του υποστρώματος οι οποίοι ικανοποιούν κάθε αιτούμενο κόμβο n_g^D

ως προς τις απαιτήσεις σε χωρητικότητα αποθήκευσης (WGB). Το σύνολο των πόρων αυτών ορίζεται ως εξής:

$$R_k^{n_g^D} = \{n_k^S \in N_{A,k}^S \subseteq N_k^S : A = \{\text{διακομιστής}\}, \\ CAP_{i=sto}(n_k^S) > W, n_k^S \text{ in } ASC_g^{area}\}, \forall k \in K$$

Αντίστοιχα κάθε πάροχος νέφους αναγνωρίζει για κάθε αιτούμενη ζεύξη $n_g^D n_{g'}^D \in E^D$, το σύνολο των υποψήφιων ζεύξεων/διαδρομών που έχουν τελικά σημεία σε κόμβους που συμπεριλαμβάνονται στα σύνολα $R_k^{n_g^D}$ και $R_k^{n_{g'}^D}$, όπου $g \neq g'$. Το σύνολο αυτό ορίζεται ως εξής:

$$L_k^{n_g n_{g'}^D} = \left\{ P_k^S(u, v) \subseteq E_k^S : u \in R_k^{n_g^D}, v \in R_k^{n_{g'}^D} \right\}, \forall k \in K$$

Με αυτόν τον τρόπο παρέχονται στον CCDN ενδιάμεσο τα (i) αντίστοιχα κόστη αποθήκευσης για κάθε κόμβο του νέφους $n_k^S \in R_k^{n_g^D}, \forall g$, (ii) το κόστος επικοινωνίας για κάθε $P_k^S(u, v) \in L_k^{n_g n_{g'}^D} \forall g, g', g \neq g'$. Ανάλογα με τα κόστη αυτά, υπολογίζεται ένα συνολικό κόστος τμηματοποίησης για κάθε πάροχο νέφους k , επιτρέποντας στον CCDN ενδιάμεσο να αναθέσει τα ASCs στους κατάλληλους παρόχους νέφους.

Το συνολικό κόστος αποθήκευσης για κάθε πάροχο νέφους k για κάθε ομάδα εξυπηρέτησης g , υπολογίζεται σαν το μέσο κόστος αποθήκευσης όλων των κόμβων νέφους $n_k^S \in R_k^{n_g^D}$ διαιρεμένο με το μέγεθος του συνόλου των πόρων $R_k^{n_g^D}$.

$$C\left(R_k^{n_g^D}\right) = \frac{\bar{C}_{n_k^S}^{i=sto}}{\left|R_k^{n_g^D}\right|}$$

Όμοια το συνολικό κόστος επικοινωνίας για κάθε πάροχο νέφους k μεταξύ των $ASC_g \equiv n_g^D$ και $ASC_{g'} \equiv n_{g'}^D$, υπολογίζεται σαν το μέσο κόστος επικοινωνίας όλων των διαδρομών $P_k^S(u, v) \in L_k^{n_g n_{g'}^D}$ διαιρεμένο με το μέγεθος του συνόλου των πόρων $L_k^{n_g n_{g'}^D}$.

$$P\left(L_k^{n_g n_{g'}^D}\right) = \frac{\bar{P}_{u_k v_k^S}}{\left|L_k^{n_g n_{g'}^D}\right|}$$

Όπως αναφέρθηκε και στο Κεφάλαιο 4 το κόστος επικοινωνίας μεταξύ δύο νεφών είναι μια τάξης μεγέθους μεγαλύτερο από το κόστος μιας εσωτερικής ζεύξης νέφους (Zaheer, 2010). Για αυτόν τον λόγο και στην περίπτωση αυτή, το κόστος

παροχής μιας δια-νεφικής ζεύξης $n_g n_{g'}^D \in E^D, g \neq g'$ μεταξύ των παρόχων νέφους k και $l, k \neq l \in K$ υπολογίζεται ως εξής:

$$P\left(L_{kl}^{n_g n_{g'}^D}\right) = \max\left(P\left(L_k^{n_g n_{g'}^D}\right), P\left(L_l^{n_g n_{g'}^D}\right)\right) + p$$

Η τιμή p αναπαριστά το επιπλέον κόστος μιας ζεύξης κατανομής περιεχομένου, η οποία εκτείνεται μεταξύ πολλαπλών παρόχων νέφους. Σε αυτό το πλαίσιο εργασίας η τιμή p ορίζεται με τέτοιο τρόπο ώστε να εξασφαλίζει ότι το κόστος μιας δια-νεφικής ζεύξης να είναι μεγαλύτερο κατά μια τάξη μεγέθους από το κόστος των εσωτερικών ζεύξεων των δύο παρόχων νέφους που επικοινωνούν.

Η αντικειμενική συνάρτηση ως προς το κόστος παροχής των πόρων ορίζεται ως εξής:

$$\begin{aligned} \min \sum_{\forall k \in K} \sum_{\forall n_g^D \in N^D} C\left(R_k^{n_g^D}\right) z_{n_g^D}^k + \sum_{\forall k \in K} \sum_{\forall n_g n_{g'}^D \in E^D} P\left(L_k^{n_g n_{g'}^D}\right) y_{n_g n_{g'}^D}^k \\ + \sum_{\forall k} \sum_{\forall l, k \neq l} \sum_{\forall n_g n_{g'}^D \in E^D} P\left(L_{kl}^{n_g n_{g'}^D}\right) y_{n_g n_{g'}^D}^{kl} \end{aligned}$$

(6.1)

όπου η δυαδική μεταβλητή $z_{n_g^D}^k$ τίθεται ίση με 1 όταν ο απαιτούμενος κόμβος $ASC_g \equiv n_g^D$ ανατίθεται στον πάροχο νέφους k . Όμοια η δυαδική μεταβλητή $y_{n_g n_{g'}^D}^k$ τίθεται ίση με 1 όταν η απαιτούμενη ζεύξη $n_g n_{g'}^D$ ανατίθεται εξ'ολοκλήρου στον πάροχο νέφους k . Τέλος η μεταβλητή $y_{n_g n_{g'}^D}^{kl}$ τίθεται ίση με 1 όταν η απαιτούμενη ζεύξη $n_g n_{g'}^D$ εκτείνεται μεταξύ πολλαπλών παρόχων νέφους, με τους παρόχους k, l να αποτελούν τα τελικά σημεία της διαδρομής.

Ο πρώτος όρος της αντικειμενικής συνάρτησης (6.1) ορίζει το κόστος ανάθεσης των διαφόρων $ASCs$ στους παρόχους νέφους. Αντίστοιχα ο δεύτερος και τρίτος όρος της συνάρτησης, καθορίζουν το συνολικό κόστος δια-νεφικών η εσωτερικών ζεύξεων μεταξύ των διάφορων $ASCs$ του γράφου κατανομής περιεχομένου, που ανατίθενται στους διάφορους παρόχους νέφους.

6.4.3 Εικονική Ανάθεση Διακομιστών Αναπαραγωγής σε κάθε ομάδα εξυπηρέτησης

Για την ανάθεση των διακομιστών αναπαραγωγής σε κάθε ομάδα εξυπηρέτησης εισάγονται δύο νέοι ευρετικοί αλγόριθμοι, ο αλγόριθμος Εικονικής Ανάθεσης Διακομιστών Αναπαραγωγής (Virtual Surrogate Placement – VSP) και ένας άπληστος αλγόριθμος εμπνευσμένος από την ανάλυση κοινωνικών δικτύων, ο οποίος ονομάζεται Άπληστος αλγόριθμος Εικονικής Ανάθεσης Διακομιστών Αναπαραγωγής βασισμένος στην Ανάλυση Κοινωνικών Δικτύων (Social Network Analysis inspired Greedy Virtual Surrogate Placement – SNA-GVSP). Ο VSP αλγόριθμος μοντελοποιείται σαν πρόβλημα Μεικτού Ακέραιου Προγραμματισμού, ενώ ο SNA-GVSP αποτελεί έναν ευρετικό αλγόριθμο ο οποίος συμπεριλαμβάνει τα κοινωνικά χαρακτηριστικά του δικτύου κατά τον σχεδιασμό του. Στη συνέχεια παρουσιάζονται αναλυτικά οι δύο μέθοδοι.

Αλγόριθμος Εικονικής Ανάθεσης Διακομιστών Αναπαραγωγής

Για την τοποθέτηση των διακομιστών αναπαραγωγής σε μια ομάδα εξυπηρέτησης, ο στόχος είναι η εύρεση της κατάλληλης στρατηγικής δημιουργίας αντιγράφων, η οποία θα ελαχιστοποιήσει το συνολικό κόστος παροχής των εικονικών διακομιστών αναπαραγωγής από ένα υποσύνολο των διαθέσιμων φυσικών κόμβων, έτσι ώστε ο κάθε τελικός χρήστης να έχει ανατεθεί σε τουλάχιστον ένα φυσικό κόμβο και να ικανοποιούνται οι απαιτήσεις του ως προς τις υπηρεσίες που του παρέχονται (Chen, 2012). Η μέθοδος που προτείνεται βασίζεται στις τεχνικές που παρουσιάστηκαν στο Κεφάλαιο 3, οι οποίες όμως προσαρμόζονται στο πρόβλημα της ανάθεσης των διακομιστών αναπαραγωγής λαμβάνοντας υπόψη τις συγκεκριμένες απαιτήσεις και περιορισμούς που επιβάλλει το περιβάλλον εικονικοποίησης.

Υποθέτοντας ότι κάθε ASC_g έχει ανατεθεί στον πάροχο νέφους k , το σύνολο των φυσικών κόμβων στην ομάδα εξυπηρέτησης ASC_g συμβολίζεται ως $N_{k,g}^S$, όπου $n_k^S \in N_k^S$ και $n_k^S \in ASC_g^{area}$. Όμοια το σύνολο των φυσικών ζεύξεων στην ομάδα εξυπηρέτησης ASC_g ορίζεται ως $E_{k,g}^S$ όπου $uv_k^S \in E_k^S$ και $u, v \in N_{k,g}^S$. Για κάθε χρήστη u_n στο ASC_g^{area} δημιουργείται ένας ψευδο-κόμβος $p_k = \psi(u_n)$ με συντεταγμένες $u_n(x, y)$. Το σύνολο των κόμβων $N_{k,g}^S$ προσαυξάνεται με αυτούς τους ψευδο-κόμβους. Το καινούριο σύνολο κόμβων που προκύπτει ορίζεται ως $N_k^{S'}$:

$$N_{k,g}^{S'} = \{n_k^S \in N_{k,g}^S\} \cup \{\psi(u_n) | \forall u_n \in U, u_n \text{ in } ASC_g^{area}\}$$

Επιπλέον, κατά την σχεδίαση του αλγορίθμου θα πρέπει να οριστεί ένα κατάλληλο μέτρο για την αξιολόγηση της ποιότητας υπηρεσίας στο CCDN. Για παράδειγμα, η μέγιστη απόσταση δρομολόγησης μεταξύ ενός διακομιστή αναπαραγωγής και του τελικού χρήστη μπορεί να αποτελέσει ένδειξη της ποιότητας

επικοινωνίας μεταξύ των δύο κόμβων και μπορεί να μετρηθεί είτε ως αριθμός αλμάτων είτε ως καθυστέρηση (Chen, 2012). Στην περίπτωση όμως που ο αριθμός των αλμάτων δεν είναι διαθέσιμος, μπορεί να χρησιμοποιηθεί ακόμα και η γεωγραφική απόσταση μεταξύ των δύο κόμβων για την αποτίμηση της καθυστέρησης της επικοινωνίας. Λαμβάνοντας υπόψη τα παραπάνω, για τον σχεδιασμό των αλγορίθμων επιβάλλεται μια μέγιστη απόσταση D μεταξύ του περιφερειακού διακομιστή και του τελικού χρήστη για τον πάροχο νέφους που επιλέγεται, προκειμένου να εξασφαλιστεί η ποιότητα της παρεχόμενης υπηρεσίας στους τελικούς χρήστες.

Για την ικανοποίηση αυτού του περιορισμού, για κάθε ψευδο-κόμβο δημιουργείται μια ομάδα κόμβων $\Omega(\psi(u_n))$ από το σύνολο $N_k^{S'}$ με ακτίνα D όπου:

$$\Omega(\psi(u_n)) = \{n_k^S \in N_{k,g}^{S'} \mid \text{dis}(\psi(u_n), n_k^S) \leq D\}$$

Με αυτόν τον τρόπο ο χρήστης θα ανατεθεί σε έναν κόμβο (εικονικό περιφερειακό δρομολογητή) ο οποίος θα βρίσκεται εντός της προδιαγεγραμμένης ακτίνας.

Κάθε ψευδο-κόμβος θεωρείται ότι συνδέεται με κάθε φυσικό κόμβο που βρίσκεται σε απόσταση μικρότερη από D με ζεύξεις απεριόριστης χωρητικότητας, δημιουργώντας με αυτόν τον τρόπο ένα σύνολο από ψευδο-ζεύξεις. Αυτές οι ψευδο-ζεύξεις προσθέτονται στο σύνολο των ζεύξεων $E_{k,g}^S$:

$$E_{k,g}^{S'} = E_{k,g}^S \cup \{(\psi(u_n), n_k^S) \mid \forall u_n \in U, u_n \text{ in } ASC_g^{area}, \forall n_k^S \in \Omega(\psi(u_n))\}$$

Οι ψευδο-κόμβοι και οι ψευδο-ζεύξεις συνδέονται στον γράφο υποστρώματος δημιουργώντας έναν μη κατευθυνόμενο γράφο διανομής περιεχομένου $G_{k,g}^{S'} = (N_{k,g}^{S'}, E_{k,g}^{S'})$.

Καθώς ο χρήστης μπορεί να ικανοποιείται είτε i) από τον πρώτο εικονικό περιφερειακό διακομιστή στην διαδρομή προς τον διακομιστή μεταφοράς στην ομάδα εξυπηρέτησης ή ii) από τον διακομιστή προέλευσης, μέσω του διακομιστή μεταφοράς, ορίζουμε ένα προϊόν ροής στον γράφο διανομής περιεχομένου που ξεκινάει από τον κόμβο μεταφοράς $n_{0,k}^S \in N_{A,k}^S, A = \{\text{διακομιστής}\} \subseteq N_{k,g}^S$ και καταλήγει στον ψευδο-κόμβο $p_k = \psi(u_n), \forall p_k \in N_{k,g}^{S'} \setminus N_{k,g}^S$ και συμβολίζεται ως $(n_{0,k}^S, p_k)$. Το πρόβλημα της κατανομής πόρων στον γράφο κατανομής περιεχομένου μοντελοποιείται σαν ένα πρόβλημα Μεικτού Ακέραιου Προγραμματισμού $|U|$ - πολλαπλών ρόων, όπου οι επικοινωνιακές απαιτήσεις μεταξύ των $N_{k,g}^{S'}$ κόμβων ορίζονται σαν ένα πίνακας απαιτήσεων με διαστάσεις $|N_{k,g}^{S'}| \times |N_{k,g}^{S'}|$.

Υποθέτοντας ότι επιτρέπεται η διακλάδωση ροής, ένα προϊόν ροής που κατευθύνεται στον ψευδο-κόμβο p_k θα δρομολογηθεί μέσω του συνόλου των διαδρομών $\mathbf{P}_{k,g}^{S'}(n_0, p)$. Η διαθέσιμη χωρητικότητα σε εύρος ζώνης μιας διαδρομής $P_{k,g}^{S'}(n_0, p) \in \mathbf{P}_{k,g}^{S'}(n_0, p)$ στον γράφο κατανομής περιεχομένου περιορίζεται από την χωρητικότητα της πιο επιβαρυσμένης ζεύξης στην διαδρομή, καθώς οι ψευδο-ζεύξεις έχουν απεριόριστη χωρητικότητα, και θα πρέπει να υπερβαίνει τις απαιτήσεις σε χωρητικότητα της εικονικής ροής.

$$bw(n_{0,k}^S, p_k) = bw(n_{0,k}^S, \psi(u_n)) = (1 - \rho)w_n r(u_n)$$

$$bw(n_{0,k}^S, p_k) \leq \sum_{\forall P_{k,g}^{S'}(n_0, p) \in \mathbf{P}_{k,g}^{S'}(n_0, p)} bw(P_{k,g}^{S'}(n_0, p))$$

$$bw(P_{k,g}^{S'}(n_0, p)) = \min_{\forall (u_k^S) \in P_{k,g}^{S'}(n_0, p)} \mathcal{BW}(u_k^S)$$

$$\mathcal{BW}(u_k^S) = bw(u_k^S) - \sum_{\forall (n_{0,k}^S, j_k), (u_k^S) \in P_{k,g}^{S'}(n_0, p)} bw(n_{0,k}^S, j_k)$$

Λύνοντας το πρόβλημα κατανομής των ροών, συμπεριλαμβάνοντας τις ροές που κατευθύνονται από τον διακομιστή μεταφοράς προς τους εικονικούς διακομιστές αναπαραγωγής για την ενημέρωση του περιεχομένου, έχει ως αποτέλεσμα την επίλυση του προβλήματος της ανάθεσης των ψευδο-κόμβων στους φυσικούς κόμβους. Όπως αναφέρθηκε όμως και στο Κεφάλαιο 3, τα ΜΑΠ προβλήματα θεωρούνται ως NP-hard προβλήματα (Chowdhury, 2012) και είναι υπολογιστικά αδύνατο να λυθούν. Για αυτό το λόγο μπορεί να υπολογιστεί μια μερική βέλτιστη λύση χαλαρώνοντας το ΜΑΠ πρόβλημα σε πρόβλημα Γραμμικού Προγραμματισμού. Το χαλαρό πρόβλημα μπορεί να λυθεί με οποιαδήποτε κατάλληλη μέθοδο γραμμικού προγραμματισμού, σε πολυωνυμικό χρόνο. Στο κεφάλαιο αυτό χρησιμοποιείται η ίδια τεχνική στρογγυλοποίησης όπως και προηγουμένως για την απόκτηση της ακέραιας λύση του αρχικού ΜΑΠ προβλήματος. Αναθέτοντας τους ψευδο-κόμβους στους φυσικούς κόμβους του δικτύου θα καθορίσει και την ανάθεση των τελικών χρηστών στους διακομιστές αναπαραγωγής αλλά και το υποσύνολο των κόμβων του νέφους που θα χρησιμοποιηθούν για την ανάπτυξη του CCDN.

Μετά την επιτυχή ανάθεση των τελικών χρηστών στους εικονικούς διακομιστές αναπαραγωγής, θα πρέπει να επιλεγθούν οι κατάλληλες διαδρομές κατανομής περιεχομένου από τον διακομιστή μεταφοράς προς τους διακομιστές αναπαραγωγής, λύνοντας το πρόβλημα κατανομής ροών επιτρέποντας την διακλάδωση ροής (πρόβλημα πολλαπλών ροών). Εναλλακτικά, μπορεί να χρησιμοποιηθεί ένας αλγόριθμος συντομότερης διαδρομής για την ανάθεση της ροής σε μια μόνο διαδρομή.

Μοντελοποίηση Μεικτού Ακέραιου Προγραμματισμού

Για λόγους απλοποίησης, στην συνέχεια της μοντελοποίησης οι δείκτες S και k παραλείπονται. Επιπλέον καθώς το πρόβλημα αντιστοιχεί στην ανάθεση των χρηστών σε μια ομάδα εξυπηρέτησης υπηρεσίας, παραλείπεται επίσης και ο δείκτης g .

Μεταβλητές

$x_{uv}^{n_0p}$: η μεταβλητή αυτή είναι μια δυαδική μεταβλητή που τίθεται ίση με 1 όταν η ροή (n_0, p) δρομολογείται μέσω της ζεύξης $(u, v) \in E^{S'}$.

$f_{uv}^{n_0p}$: η μεταβλητή αυτή αναπαριστά το ποσό της κίνησης της ζεύξης (n_0, p) που δρομολογείται πάνω από την ζεύξη $(u, v) \in E^{S'}$ από τον κόμβο u στον κόμβο v .

h_j : η μεταβλητή αυτή είναι μια δυαδική μεταβλητή που τίθεται ίση με 1 όταν ο φυσικός κόμβος $j \in N_A^S \subseteq N^S$, $A = \{\text{διακομιστής}\}$ επιλέγεται για να φιλοξενήσει έναν εικονικό διακομιστή αναπαραγωγής.

Αντικειμενική Συνάρτηση

$$\begin{aligned} \min \quad & \sum_{\forall p \in N^{S'} \setminus N^S} \sum_{uv \in E^S} \alpha P_{uv} f_{uv}^{n_0p} + \sum_{j \in N_A^S \subseteq N^S, A = \{\text{διακομιστής}\}} \beta W C_j^{i=sto} h_j + \\ & \sum_{\forall p \in N^{S'} \setminus N^S} \sum_{\forall w \in N^{S'} \setminus N^S} \sum_{j \in N_A^S \subseteq N^S, A = \{\text{διακομιστής}\}} \gamma w_p D_j x_{wj}^{n_0p} \end{aligned} \quad (6.2)$$

Περιορισμοί

$$\sum_{v \in N^{S'}} f_{uv}^{n_0p} - \sum_{u \in N^{S'}} f_{vu}^{n_0p} = 0, \quad \forall p \in N^{S'} \setminus N^S, n_0 \in N^S, \forall u \in N^{S'} \setminus \{n_0, p\}$$

$$\sum_{v \in N^{S'}} f_{n_0v}^{n_0p} - \sum_{u \in N^{S'}} f_{un_0}^{n_0p} = bw(n_0, p), \quad \forall p \in N^{S'} \setminus N^S, n_0 \in N^S \quad (6.3)$$

$$\sum_{v \in N^{S'}} f_{pv}^{n_0p} - \sum_{u \in N^{S'}} f_{vp}^{n_0p} = -bw(n_0, p), \quad \forall p \in N^{S'} \setminus N^S, n_0 \in N^S$$

$$f_{uv}^{n_0p} + f_{vu}^{n_0p} \leq \mathbf{BW}(u, v) x_{uv}^{n_0p}, \quad \forall u, v \in N^{S'}, \forall p \in N^{S'} \setminus N^S, n_0 \in N^S \quad (6.4)$$

$$\sum_{\forall p \in N^{S'} \setminus N^S} (f_{uv}^{n_0p} + f_{vu}^{n_0p}) \leq \mathbf{BW}(u, v), \quad \forall u, v \in N^{S'}, n_0 \in N^S \quad (6.5)$$

$$W x_{wj}^{n_0p} \leq CAP_{i=sto}(j), \quad \forall w, p \in N^{S'} \setminus N^S, \forall j \in N_A^S \subseteq N^S, n_0 \in N^S \quad (6.6)$$

$$\sum_{\forall p \in N^{S'} \setminus N^S} \sum_{j \in \Omega(w) \subseteq N^S} x_{wj}^{n_0p} \leq 1, \quad \forall w \in N^{S'} \setminus N^S \quad (6.7)$$

$$\sum_{\forall p \in N^{S'} \setminus N^S} \sum_{j \in V_A^S, \Omega(w) \subseteq N^S} x_{wj}^{n_0 p} = 1, \forall w \in N^{S'} \setminus N^S, A = \{\text{διακομιστής}\} \quad (6.8)$$

$$h_j \leq x_{wj}^{n_0 p}, \forall j \in N_A^S \subseteq N^S, A = \{\text{διακομιστής}\}, n_0 \in N^S, \forall w, p \in N^{S'} \setminus N^S \quad (6.9)$$

$$x_{uv}^{n_0 p} = x_{vu}^{n_0 p}, \forall u, v \in N^{S'}, \forall p \in N^{S'} \setminus N^S, n_0 \in N^S \quad (6.10)$$

$$x_{uv}^{n_0 p} \leq [f_{uv}^{n_0 p} + f_{vu}^{n_0 p}], \forall u, v \in N^{S'}, \forall p \in N^{S'} \setminus N^S, n_0 \in N^S \quad (6.11)$$

$$f_{uv}^{n_0 p} \geq 0, \forall u, v \in N^{S'}, \forall p \in N^{S'} \setminus N^S, n_0 \in N^S \quad (6.12)$$

$$x_{uv}^{n_0 p} \in \{0,1\}, \forall u, v \in N^{S'}, \forall p \in N^{S'} \setminus N^S, n_0 \in N^S \quad (6.13)$$

$$h_j \in \{0,1\}, \forall j \in N_A^S \subseteq N^S, A = \{\text{διακομιστής}\} \quad (6.14)$$

- Οι δύο πρώτοι όροι της αντικειμενικής συνάρτησης (Σχέση 6.2) αντιστοιχούν στο συνολικό κόστος της επικοινωνίας του υποστρώματος που χρησιμοποιείται καθώς και των πόρων αποθήκευσης που έχουν ανατεθεί στο CCNDN αίτημα. Συγκεκριμένα ο πρώτος όρος αντανακλά στο συνολικό κόστος του εύρους ζώνης των ζεύξεων υποστρώματος που χρησιμοποιούνται για την μεταφόρτωση των περιεχομένων που αντιγράφονται, ενώ ο δεύτερος όρος αντιστοιχεί στο συνολικό κόστος των υπολογιστικών πόρων που ανατίθενται στο σύνολο των εικονικών διακομιστών αναπαραγωγής που επιλέχθηκαν. Ο τελευταίος όρος αντιστοιχεί στο κόστος πρόσβασης (κατωφόρτωσης) που επωμίζεται ο χρήστης (ψευδο-κόμβος p) ο οποίος εξυπηρετείται από τον εικονικό διακομιστή αναπαραγωγής που φιλοξενείται στον κόμβο j του νέφους. Κάθε όρος της αντικειμενικής συνάρτησης πολλαπλασιάζεται με μια κατάλληλη παράμετρο α, β , και γ αντίστοιχα. Αυτές οι παράμετροι αποτελούν κατάλληλα βάρη και δίνουν την απαραίτητη έμφαση σε κάθε όρο της αντικειμενικής συνάρτησης κατά την επίλυση του προβλήματος βελτιστοποίησης.
- Η διατήρηση της ροής εξασφαλίζεται από το σύνολο των περιορισμών (6.3).
- Οι περιορισμοί (6.4) και (6.5) εξασφαλίζουν ότι το άθροισμα όλων των ροών οι οποίες δρομολογούνται μέσω της ζεύξης υποστρώματος uv δεν υπερβαίνει την διαθέσιμη χωρητικότητα σε εύρος ζώνης.
- Ο περιορισμός (6.6) διασφαλίζει ότι η απαιτούμενη χωρητικότητα αποθήκευσης για κάθε εικονικό διακομιστή αναπαραγωγής ο οποίος αντιστοιχίζεται στον κόμβο υποστρώματος $w \in N_A^S \subseteq N^S, A = \{\text{διακομιστής}\}$, δεν υπερβαίνει την διαθέσιμη χωρητικότητα του φυσικού κόμβου.

- Οι περιορισμοί (6.7) και (6.8) χρησιμοποιούνται για να εξασφαλίσουν ότι ένας ψευδο-κόμβος (χρήστης) ανατίθεται σε έναν μόνο κόμβο υποστρώματος και ο οποίος έχει επιλεχθεί να για να εξυπηρετήσει έναν εικονικό διακομιστή αναπαραγωγής. Ο περιορισμός (6.9) διασφαλίζει ότι κάθε φορά που ένας ψευδο-κόμβος ανατίθεται σε έναν κόμβο υποστρώματος, αυτός ο κόμβος ενεργοποιείται ως διακομιστής αναπαραγωγής.
- Οι περιορισμοί (6.10) και (6.11) εγγυώνται ότι η δυαδική μεταβλητή $x_{uv}^{n_o,p}$ τίθεται ίση με 1 όποτε υπάρχει ροή από την ζεύξη (n_o, p) η οποία δρομολογείται μέσω της ζεύξης υποστρώματος (u, v) ανεξάρτητα από την κατεύθυνση της ροής
- Οι περιορισμοί (6.12), (6.13) και (6.14) παρέχουν τους περιορισμούς πεδίου ορισμού των μεταβλητών.

Αλγόριθμος Άπληστης Εικονικής Ανάθεσης Διακομιστών Αναπαραγωγής βασισμένος στην Ανάλυση Κοινωνικών Δικτύων

Ο αλγόριθμος αυτός βασίζεται στον αλγόριθμο μεταφοράς κόμβου (transit node) (Cronin, 2002) για την τοποθέτηση των διακομιστών αναπαραγωγής στο Διαδίκτυο, όπου οι διακομιστές αναπαραγωγής τοποθετούνται σε υποψήφιους κόμβους ανάλογα με τον βαθμό συνδεσιμότητάς τους. Ο αλγόριθμος βασίζεται στην υπόθεση ότι κόμβοι με μεγαλύτερο βαθμό συνδεσιμότητας μπορούν να συνδεθούν με περισσότερους κόμβους και με χαμηλή καθυστέρηση. Η υπόθεση αυτή υιοθετείται και στον προτεινόμενο αλγόριθμο με την διαφορά ότι οι κόμβοι επιλέγονται ανάλογα με την δημοτικότητα τους, σύμφωνα με την Ανάλυση των Κοινωνικών Δικτύων (Katsaros, 2010).

Όπως αναπτύχθηκε και στο Κεφάλαιο 5 η δημοτικότητα των κόμβων/χρηστών σε ένα δίκτυο αποτιμάται με την έννοια της κεντρικότητας και των μετρικών στοιχείων της (Newman, 2010). Συγκεκριμένα η κεντρικότητα στην θεωρία των γράφων και της ανάλυσης δικτύων αποτελεί την ποσοτικοποίηση της σημαντικότητας ενός κόμβου μέσα στον γράφο. Μάλιστα συνδέεται έμμεσα και με τον αριθμό των συνδέσεων που έχει κάποιος κόμβος προς τους γειτονικούς του. Για αυτόν τον λόγο για κάθε κόμβο n_k^S , χρησιμοποιούμε την κεντρικότητα διαμεσότητας συντομότερης διαδρομής (SPBC) όπως έχει οριστεί στο προηγούμενο κεφάλαιο.

Ο Αλγόριθμος Άπληστης Εικονικής Ανάθεσης Διακομιστών Αναπαραγωγής βασισμένος στην Ανάλυση Κοινωνικών Δικτύων (SNA-GVSP) παρουσιάζεται με την μορφή ψευδο-κώδικα στον Αλγόριθμο 6.1, υιοθετώντας τα σύμβολα όπως παρουσιάστηκαν στις προηγούμενες ενότητες. Ο στόχος είναι η άπληστη αντιστοίχιση των τελικών χρηστών στους εικονικούς διακομιστές αναπαραγωγής, μεγιστοποιώντας το μέσο όρο του SPBC στο σύνολο των διακομιστών αναπαραγωγής που επιλέγονται. Επιπλέον, εξασφαλίζεται ότι κάθε τελικός χρήστης ανατίθεται σε έναν μόνο κόμβο του νέφους ενώ ικανοποιούνται οι απαιτήσεις του σε

ποιότητα υπηρεσίας. Στην συνέχεια για την εύρεση των διαδρομών διανομής περιεχομένου από τους κόμβους μεταφοράς προς τους διακομιστές αναπαραγωγής στην ομάδα εξυπηρέτησης, χρησιμοποιείται ένας αλγόριθμος συντομότερης διαδρομής.

Αλγόριθμος 6.1 SNA-GVSP

```

for all  $u_n$  where  $u_n$  in  $ASC_g^{area}$  do
   $\Omega(u_n) = \{n_k^S \in R_k^{n_g^D} \mid dis(u_n, n_k^S) \leq D\}$ 
   $MAX_{SPBC} = 0$ 
  for all  $n_k^S \in \Omega(\psi(u_n))$  do
    if  $SPBC_{n_k^S} \geq MAX_{SPBC}$  then
       $MAX_{SPBC} = SPBC_{n_k^S}$ 
      Assign  $u_n$  to cloud site  $n_k^S$ 
    end if
  end for
  if site  $n_k^S$  is CLOSED then
    Open  $n_k^S$ 
  end if
end for

```

6.4.4 Κόστος Ανάπτυξης CCDN

Από την επίλυση του προβλήματος τοποθέτησης αντιγράφων σε κάθε ομάδα εξυπηρέτησης, όπως περιγράφεται από την αντικειμενική συνάρτηση 6.2, προκύπτει (i) το συνολικό κόστος για την αποθήκευση των αντιγράφων στους επιλεγμένους κόμβους του νέφους (ii) το κόστος πρόσβασης των χρηστών στην ομάδα εξυπηρέτησης (iii) το κόστος ενημέρωσης των αντιγράφων από τον διακομιστή μεταφοράς. Για αυτό το λόγο το κόστος ανάπτυξης ενός CCDN δηλώνεται ως C_{SC} και υπολογίζεται ως το άθροισμα του CCDN κόστους για κάθε ομάδα εξυπηρέτησης σε όλη την περιοχή εξυπηρέτησης.

$$\begin{aligned}
 C_{SC} = & \sum_{\forall g} \sum_{\forall p \in N_{k,g}^{S'} \setminus N_{k,g}^S} \sum_{uv \in E_{k,g}^S} P_{uv} f_{uv}^{n_{0,k}^S p} + \sum_{\forall j \in N_A^S \subseteq N^S, A=\{\text{διακομιστής}\}} WC_j^{i=sto} h_j \\
 & + \sum_{\forall k} \sum_{\forall p \in N_{k,g}^{S'} \setminus N_{k,g}^S} \sum_{\forall w \in N_{k,g}^{S'} \setminus N_{k,g}^S} \sum_{\forall j \in N_A^S \subseteq N^S, A=\{\text{διακομιστής}\}} w_p D_j x_{wj}^{n_{0,k}^S p}
 \end{aligned}$$

Το κόστος αυτό αντιστοιχεί στο μερικό κόστος ανάπτυξης ενός CCDN σε μια ομάδα εξυπηρέτησης. Το συνολικό κόστος ολόκληρου του CCDN συμπληρώνεται με

τις διαδρομές κατανομής περιεχομένου μεταξύ των ομάδων εξυπηρέτησης και πιθανώς μεταξύ των διαφόρων νεφών, οι οποίες ξεκινάνε από τον κόμβο προέλευσης στην ομάδα εξυπηρέτησης $g = 0$ προς τον διακομιστή μεταφοράς και συμβολίζεται ως C_{ISC} .

$$C_{ISC} = \sum_{\forall g \neq 0} \sum_{\forall n_{0,k}^S, n_{0,l}^S \in P(ASC_0, ASC_g)} P_{n_{0,k}^S, n_{0,l}^S} \sum_{\forall p \in N_{k,g}^S \setminus N_{k,g}^S, n_{0,k}^S \in N_{k,g}^S} BW(n_{0,k}^S, p)$$

6.5 Αποτίμηση Απόδοσης

Στο κεφάλαιο αυτό αξιολογείται η απόδοση της προτεινόμενης τεχνικής μέσω κατάλληλης μοντελοποίησης και προσομοίωσης. Συγκεκριμένα, για την μοντελοποίηση του περιβάλλοντος πολλαπλών νεφών χρησιμοποιείται για άλλη μια φορά ο προσομοιωτής CVI-Sim, ενώ για την επίλυση του ΜΑΠ προβλήματος χρησιμοποιείται η βιβλιοθήκη CPLEX (CPLEX, 2013).

Για την εκτενή ανάλυση της απόδοσης και της αποτίμησης των διάφορων συνιστωσών της προτεινόμενης αρχιτεκτονικής, συγκρίνουμε στην συνέχεια ένα σύνολο από διαφορετικές προσεγγίσεις και μεθοδολογίες ως προς (i) την τεχνική τμηματοποίησης του γράφου κατανομής περιεχομένου για την ανάθεση των ομάδων εξυπηρέτησης στους παρόχους νέφους και (ii) την τεχνική ανάθεσης των εικονικών διακομιστών αναπαραγωγής σε κάθε ομάδα εξυπηρέτησης.

Συγκεκριμένα, χρησιμοποιείται ο μεταερευτικός αλγόριθμος ILS που αναπτύχθηκε στο Κεφάλαιο 4 και συγκρίνεται με τον ευρετικό αλγόριθμο MaxFlow (Houidi, 2011) προκειμένου να εξαχθεί μια υπό-βέλτιστη αλλά αποτελεσματική ανάθεση των διάφορων ομάδων εξυπηρέτησης στους παρόχους νέφους. Ο MaxFlow αλγόριθμος ενώνει τους πάροχους νέφους που έχουν κοινά χαρακτηριστικά ως προς το κόστος χρησιμοποίησής τους μέχρι να προκύψουν δύο λογικοί πάροχοι νέφους, δημιουργώντας έτσι ένα δυαδικό δέντρο όπου κάθε επίπεδο αποτελείται από δύο λογικούς παρόχους νέφους. Στην συνέχεια λύνεται το MaxFlow πρόβλημα σε κάθε επίπεδο του δέντρου με αποτέλεσμα να τμηματοποιείται κάθε φορά ο γράφος κατανομής περιεχομένου σε δύο λογικούς παρόχους νέφους. Επιπλέον ως σημείο αναφοράς για τους δύο αλγόριθμους, γίνεται επίσης και η σύγκριση τους με τον ακριβή αλγόριθμο προγραμματισμού δευτέρου βαθμού (Houidi, 2011), όπως παρουσιάστηκε στην ενότητα 4.3.4.

Για την επίλυση του προβλήματος της ανάθεσης των εικονικών διακομιστών αναπαραγωγής, χρησιμοποιούνται και αξιολογούνται οι μέθοδοι που παρουσιάστηκαν στην ενότητα 6.4, και είναι οι αλγόριθμοι VSP και SNA-GVSP. Επιπλέον για λόγους σύγκρισης χρησιμοποιούνται οι αλγόριθμοι Άπληστου Χρήστη (Greedy User – GU) και Άπληστης Θέσης (Greedy Site – GS) (Chen, 2012). Ο GU αλγόριθμος βασίζεται στην ανάθεση των τελικών χρηστών στους κόμβους του υποστρώματος με το χαμηλότερο κόστος, αναθέτοντας πρώτα τους τελικούς χρήστες με τους λιγότερους υποψήφιους κόμβους για την εξυπηρέτησή τους. Από την άλλη ο GS αλγόριθμος βασίζεται στην εύρεση του κόμβου υποστρώματος με την μέγιστη χρησιμότητα, η οποία υπολογίζεται με βάση το κόστος και τον συνολικό όγκο της απαιτούμενης κίνησης, και την συνολική ανάθεση όλων των υποψήφιων χρηστών στον κόμβο αυτό.

Το σύνολο των μεθόδων που χρησιμοποιούνται παρουσιάζεται στον Πίνακα 6.2.

Πίνακας 6.2 Μεθοδολογίες Τμηματοποίησης και Ανάθεσης

Μέθοδος	Τμηματοποίηση Γράφου	Ανάθεση Διακομιστών Αναπαραγωγής
Exact:SNA-GVSP	Exact	SNA-GVSP
ILS:SNA-GVSP	ILS	SNA-GVSP
MaxFlow:SNA-GVSP	MaxFlow	SNA-GVSP
Exact:VSP	Exact	VSP
Exact:GU	Exact	GU
Exact:GS	Exact	GS

6.5.1 Ρύθμιση Πειράματος

Γενικά εκτελούνται δύο διαφορετικά πειράματα: Το Πείραμα 1 έχει σκοπό να αξιολογήσει την απόδοση των τεχνικών τμηματοποίησης του γράφου κατανομής περιεχομένου ως προς την ποιότητα της λύσης που εξάγεται αλλά και τον χρόνο εκτέλεσης. Το Πείραμα 2 έχει ως στόχο να αξιολογήσει την συνολική CCDN λύση που προκύπτει αλλά και να μελετήσει την επίδραση του σχήματος τμηματοποίησης που χρησιμοποιείται στην μετέπειτα ανάθεση των εικονικών διακομιστών αναπαραγωγής στις ομάδες εξυπηρέτησης. Τα δύο πειράματα ρυθμίζονται ως ακολούθως:

- **Πείραμα 1:** Προκειμένου να αποτιμηθεί η απόδοση των τριών τεχνικών τμηματοποίησης χρησιμοποιούνται οι αλγόριθμοι ILS, MaxFlow και Exact, ενώ συμπληρώνονται με τον ίδιο αλγόριθμο ανάθεσης διακομιστών αναπαραγωγής (π.χ. SNA-GVSP). Όσον αφορά τα διαθέσιμα νέφη (πόροι υποστρώματος), εξετάζονται τρία διαφορετικά σενάρια. Στο πρώτο σενάριο (σενάριο 1) 5 πάροχοι νέφους επικοινωνούν με τον Ενδιάμεσο CCDN ενώ στο

δεύτερο σενάριο (σενάριο 2) υπάρχουν 10 πάροχοι νέφους. Ένα αυξανόμενο σύνολο από τελικούς χρήστες λαμβάνονται υπόψη για τα αιτήματα CCDN (500-1000 χρήστες με βήμα 100 χρήστες) για τα σενάρια 1 και 2. Στο τρίτο σενάριο (σενάριο 3) ο αριθμός των τελικών χρηστών ρυθμίζεται στους 500 ενώ ένα αυξανόμενο σύνολο από παρόχους νέφους (5-20 με βήμα 5) επικοινωνούν με τον CCDN ενδιάμεσο. Για κάθε σύνολο τελικών χρηστών, εκτελούνται δέκα προσομοιώσεις, ενώ για κάθε προσομοίωση εισέρχονται 10 CCDN αιτήματα. Τα τρία αυτά σενάρια επιτρέπουν την αξιολόγηση της απόδοσης του προτεινόμενου πλαισίου εργασίας σε σχέση με διάφορα μετρικά αξιολόγησης (π.χ. κόστος, κλιμάκωση, χρόνος εκτέλεσης) κάτω από ένα διαφορετικό αριθμό παρόχων μεταφοράς και τελικών χρηστών.

- **Πείραμα 2:** Προκειμένου να αποτιμηθεί η απόδοση του σχήματος ανάθεσης των εικονικών διακομιστών αναπαραγωγής, συγκρίνονται οι τέσσερις αλγόριθμοι που παρουσιάστηκαν προηγουμένως (VSP, SNA-GVSP, GU και GS), ενώ χρησιμοποιείται ο Exact αλγόριθμος για την φάση της τμηματοποίησης του γράφου. Εκτελούνται δέκα προσομοιώσεις ενώ για κάθε προσομοίωση θεωρούνται 10 εισερχόμενα CCDN αιτήματα. Ο αριθμός των χρηστών για κάθε CCDN αίτημα κατανέμεται ομοιόμορφα στο διάστημα [300-500]. Τέλος, θεωρούμε ότι υπάρχουν 5 πάροχοι νέφους που επικοινωνούν με τον CCDN Ενδιάμεσο.

Οι διαθέσιμες φυσικές τοπολογίες υποστρώματος, τα χαρακτηριστικά των CCDN αιτημάτων, και τα CCDN κόστη είναι κοινά και για τις δύο τοπολογίες και παρέχονται στην συνέχεια.

Δημιουργία Υποστρώματος και Ομάδας Εξυπηρέτησης

Οι τοπολογίες δικτύου του υποστρώματος για κάθε πάροχο νέφους δημιουργούνται τυχαία ως τοπολογίες μερικού πλέγματος αποτελούμενες από 50 κόμβους σε μια περιοχή εξυπηρέτησης πλέγματος (3 × 3) (Chowdhury, 2012). Χρησιμοποιούνται δύο τύποι κόμβων για την παροχή ενός πιο ρεαλιστικού περιβάλλοντος δικτυακού νέφους. Η πιθανότητα να δημιουργηθεί ένας κόμβος συγκεκριμένου τύπου είναι 90% για τους διακομιστές και 10% για τους δρομολογητές. Οι δρομολογητές χρησιμοποιούνται μόνο για λόγους προώθησης της κίνησης. Οι χωρητικότητες σε χώρο αποθήκευσης (GB) και εύρος ζώνης (GBps) για τους κόμβους και τις ζεύξεις υποστρώματος είναι πραγματικά νούμερα και κυμαίνονται ομοιόμορφα μεταξύ 50 και 100. Κάθε υπο-πλέγμα στο δίκτυο υποστρώματος θεωρείται ως ομάδα εξυπηρέτησης.

CCDN Αιτήματα

Οι αφίξεις των αιτημάτων των χρηστών ακολουθούν κατανομή Poisson με μέσο ρυθμό 4 αιτήματα ανά 100 χρονικές στιγμές, ενώ η διάρκεια ζωής τους

ακολουθεί την εκθετική κατανομή με μέσο όρο ζωής 1000 χρονικές στιγμές. Κάθε χρήστης έχει ένα μέσο ρυθμό 25 Kbps με μέσο μέγεθος αιτήματος τα 25 KB. Το μέγεθος του αντιγράφου θεωρείται ότι κυμαίνεται κατά μέσο όρο στα 150 MB.

CCDN Κόστη

Τα CCDN κόστη γενικά ακολουθούν τις τυπικές τιμές για τα κόστη χρήσης των νεφών για την περίοδο 2010 (Chen, 2012), οι οποίες παρουσιάζονται στον Πίνακα 6.3. Καθώς όμως χρειάζεται να χρησιμοποιηθούν περισσότεροι από 4 πάροχοι νέφους για τις διαφορετικές ομάδες εξυπηρέτησης, τα κόστη δημιουργούνται τυχαία για τον κάθε τύπο πόρου στο εύρος των τιμών που παρουσιάζονται στον Πίνακα 6.3. Ειδικά το κόστος αποθήκευσης θεωρείται ότι ακολουθεί μια κυρτή τμηματικά γραμμική συνάρτηση ανάλογα με την χρησιμοποίηση των πόρων αποθήκευσης στο νέφος, ενώ σχετίζεται με ένα σταθερό κόστος για κάθε μονάδα χρήσης αποθήκευσης το οποίο συμβολίζεται ως $C_{n_k^S, flat}^{i=sto}$ και το οποίο κατανέμεται ομοιόμορφα στο διάστημα [0.15-0.25].

Πίνακας 6.3 Τυπικές τιμές χρήσης πόρων νέφους 2010

Τύπος Κόστους	Nirvanix USA/EU	Nirvanix Global	Amazon S3 USA	Amazon S3 EU
Εισερχόμενα Δεδομένα (\$/GB)	0.18	0.18	0.10	0.10
Εξερχόμενα Δεδομένα (\$/GB)	0.18	0.18	0.17	0.17
Αποθήκευση (\$/GB/μήνα)	0.18	0.25	0.15	0.18

$$C_{n_k^S}^{i=sto} = \begin{cases} C_{n_k^S, flat}^{i=sto}, & \text{για } U(CAP_{i=sto}(n_k^S)) \leq 25\% \\ 1.2C_{n_k^S, flat}^{i=sto}, & \text{για } 25\% \leq U(CAP_{i=sto}(n_k^S)) \leq 50\% \\ 1.5C_{n_k^S, flat}^{i=sto}, & \text{για } 50\% \leq U(CAP_{i=sto}(n_k^S)) \leq 75\% \\ 2C_{n_k^S, flat}^{i=sto}, & \text{για } 75\% \leq U(CAP_{i=sto}(n_k^S)) \leq 100\% \end{cases}$$

Η μονάδα κόστους για την επικοινωνία μεταξύ δύο κόμβων του νέφους κυμαίνεται ομοιόμορφα στο διάστημα [0.135-0.18]. Όμοια το κόστος κατωφόρτωσης τίθεται ίσο με 0.17.

Τέλος, δεδομένου της ρύθμισης του πειράματος και της επιλογής για τα κόστη, επιλέγονται κατάλληλες τιμές και για τα βάρη α, β και γ της αντικειμενικής συνάρτησης (6.2), ώστε οι διάφοροι όροι της αντικειμενικής συνάρτησης να είναι

ισοδύναμοι, χωρίς κανένας από αυτούς να κυριαρχεί στην συνολική διαδικασία βελτιστοποίησης.

6.5.2 Συγκριτικά Αποτελέσματα

Μετρικά Στοιχεία

Προκειμένου να ποσοτικοποιηθεί η απόδοση των μεθόδων που εξετάζονται χρησιμοποιούνται τα μετρικά στοιχεία όπως παρουσιάζονται στον Πίνακα 6.4. Το κόστος ενσωμάτωσης, χρησιμοποιείται για την αξιολόγηση της λύσης αντιστοίχισης ως προς τον πάροχο νέφους (Chowdhury, 2012). Όπως παρουσιάστηκε και στα προηγούμενα κεφάλαια το κόστος ενσωμάτωσης αντανακλά το κόστος για την ανάθεση των πόρων στα CCDN αιτήματα. Όσον αφορά τον CCDN ενδιάμεσο, το κόστος τμηματοποίησης αντανακλά την αποδοτικότητα της τεχνικής τμηματοποίησης για την ανάθεση των ομάδων εξυπηρέτησης στους παρόχους νέφους. Η υπολογιστική απόδοση κάθε τεχνικής τμηματοποίησης ποσοτικοποιείται μετρώντας τον χρόνο εκτέλεσης. Η αποδοτικότητα της μεθόδου ανάθεσης διακομιστών αναπαραγωγής για την ανάπτυξη του CCDN και την αντιγραφή των περιεχομένων για την εξυπηρέτηση του παρόχου CCDN, υποδεικνύεται από το κόστος ανάπτυξης του CCDN, από τον αριθμό των διακομιστών αναπαραγωγής που επιλέγονται και από το μήκος της διαδρομής σε κάθε ομάδα εξυπηρέτησης. Τέλος το SPBC που προκύπτει από την επίλυση του προβλήματος αντανακλά στην επίδραση των κοινωνικών χαρακτηριστικών της υποδομής στο πρόβλημα ανάθεσης διακομιστών αναπαραγωγής.

Πίνακας 6.4 Μετρικά Στοιχεία Αποτίμησης

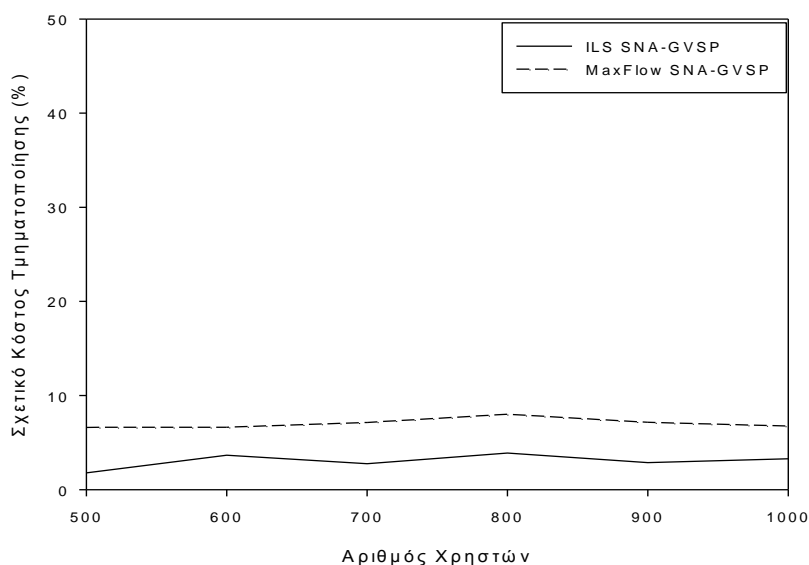
Κόστος Ενσωμάτωσης	$C_{map} = \sum_{\forall g} \sum_{\forall p \in N_{k,g}^{SI} \setminus N_{k,g}^S} \sum_{uv \in E_{k,g}^S} f_{uv}^{n_{o,k}^S p}$ $+ \sum_{\forall g} \sum_{\forall j \in N_{A,k}^S \subseteq N_{k,g}^S, A=\{\text{διακομιστής}\}} Wh_j$ $+ \sum_{\forall g} \sum_{\forall p \in N_{k,g}^{SI} \setminus N_{k,g}^S} w_p$
Κόστος Τμηματοποίησης	$\sum_{\forall k \in K} \sum_{\forall n_g^D \in N^D} C(R_k^{n_g^D}) z_{n_g^D}^k$ $+ \sum_{\forall k \in K} \sum_{\forall n_g n_{g'}^D \in E^D} P(L_k^{n_g n_{g'}^D}) y_{n_g n_{g'}^D}^k$ $+ \sum_{\forall k} \sum_{\forall l, k \neq l} \sum_{\forall n_g n_{g'}^D \in E^D} P(L_{kl}^{n_g n_{g'}^D}) y_{n_g n_{g'}^D}^{kl}$
Χρόνος Εκτέλεσης	Ο χρόνος που απαιτείται για την τμηματοποίηση του γράφου κατανομής περιεχομένου στους διάφορους παρόχους νέφους.
Κόστος Ανάπτυξης CCDN	$C_{SC} + C_{ISC}$ όπως ορίστηκε στην ενότητα 6.4.4.
Αριθμός Διακομιστών Αναπαραγωγής.	Ο αριθμός των κόμβων του νέφους που επιλέγονται από τον αλγόριθμο ανάθεσης αντιγράφων για την αντιστοίχιση των εικονικών διακομιστών αναπαραγωγής.
$SPBC_{CCDN}$	Η κεντρικότητα διαμεσότητας συντομότερης διαδρομής για μια συγκεκριμένη CCDN λύση ορίζεται σαν ο μέσος όρος των τιμών SPBC των κόμβων που επιλέχθηκαν για την τελική CCDN λύση.
Μήκος Διαδρομής	Ο μέσος αριθμός αλμάτων μεταξύ των τελικών χρηστών και του διακομιστή μεταφοράς σε όλες τις ομάδες εξυπηρέτησης.

Πείραμα 1 Αποτελέσματα

Η λύση της τμηματοποίησης αξιολογείται με βάση το σχετικό μέσο κόστος τμηματοποίησης και τον χρόνο εκτέλεσης όπως παρουσιάζεται και στον Πίνακα 6.4. Το σχετικό μέσο κόστος τμηματοποίησης υπολογίζεται σαν τον λόγο του κόστους τμηματοποίησης του ILS:SNA-GVSP και MaxFlow:SNA-GVSP προς αυτό του Exact:SNA-GVSP.

Στο σενάριο 1, ο γράφος διανομής περιεχομένου διασπάται ανάμεσα σε 5 παρόχους νέφους. Το σχετικό κόστος τμηματοποίησης (Σχ. 6.4) για τον ILS:SNA-GVSP κυμαίνεται από περίπου 1.5 μέχρι 3% και για τον MaxFlow:SNA-GVSP από 6

μέχρι 8%. Όσον αφορά τον χρόνο εκτέλεσης και οι δύο ευρετικοί αλγόριθμοι υπερτερούν του Exact:SNA-GVSP όπως φαίνεται και στον Πίνακα 6.5.

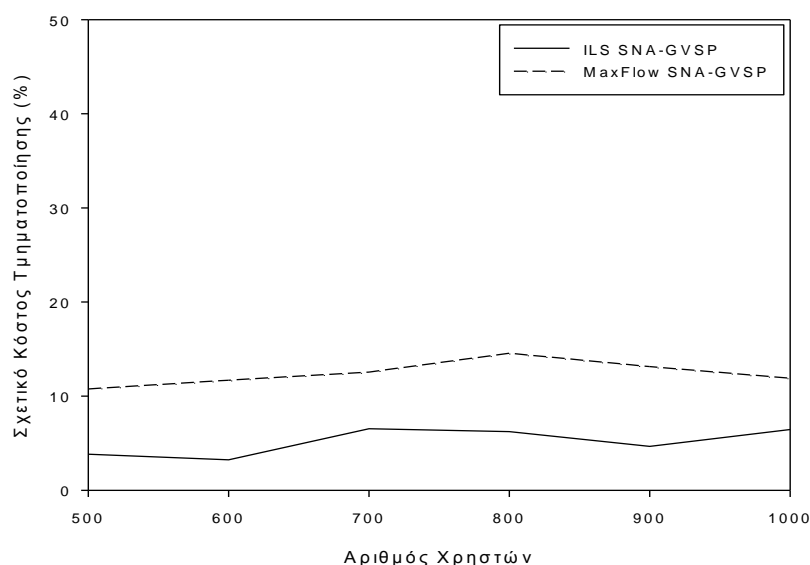


Σχ. 6.4 Σενάριο 1: Σχετικό Κόστος Τμηματοποίησης για 5 παρόχους νέφους.

Πίνακας 6.5 Χρόνος εκτέλεσης (msec) – 5 πάροχοι νέφους

Μέθοδος	Min	Max	Median
ILS:SNA-GVSP	0.96	1.31	1.12
MaxFlow:SNA-GVSP	1.08	2.10	1.39
Exact:SNA-GVSP	172.95	245.87	205.47

Στο σενάριο 2, ο γράφος κατανομής περιεχομένου τμηματοποιείται σε 10 παρόχους νέφους. Το σχετικό κόστος τμηματοποίησης (Σχ. 6.5) για τον ILS:SNA-GVSP κυμαίνεται κατά προσέγγιση από 3.5 έως 6.5% και για τον MaxFlow:SNA-GVSP από 11 μέχρι 15%. Σχετικά με τον χρόνο εκτέλεσης, στον Πίνακα 6.6 παρατηρείται ότι για τον Exact:SNA-GVSP η μέση τιμή είναι περίπου 660 msec. Αντίστοιχα για τον MaxFlow:SNA-GVSP είναι 4.8 msec και για τον ILS:SNA-GVSP είναι περίπου 2.6 msec. Η αύξηση του χρόνου εκτέλεσης αποδεικνύει την εξάρτηση του μετρικού αυτού στοιχείου με τον αριθμό των διαθέσιμων παρόχων νέφους. Αυτό γίνεται επίσης κατανοητό από το Σχ. 6.7 όπου ο χρόνος εκτέλεσης σχεδιάζεται για ένα αυξανόμενο αριθμό από παρόχους νέφους.

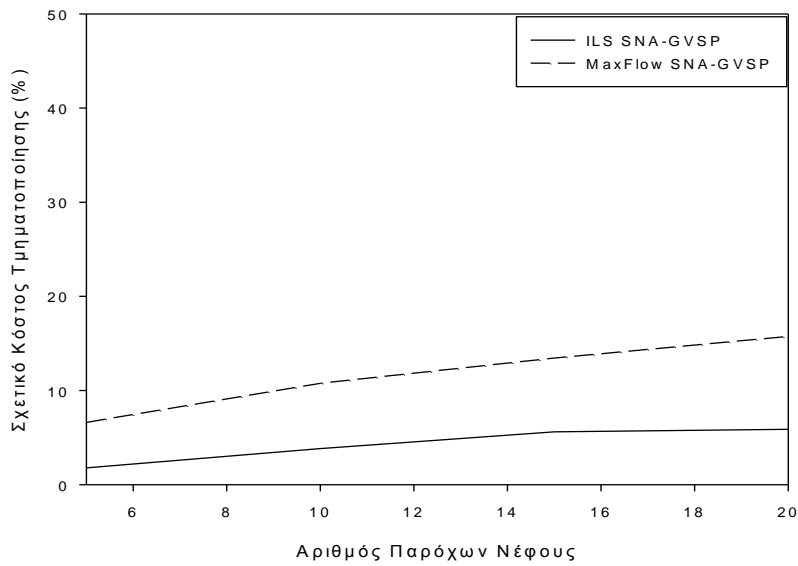


Σχ. 6.5 Σενάριο 2: Σχετικό Κόστος Τμηματοποίησης για 10 παρόχους νέφους

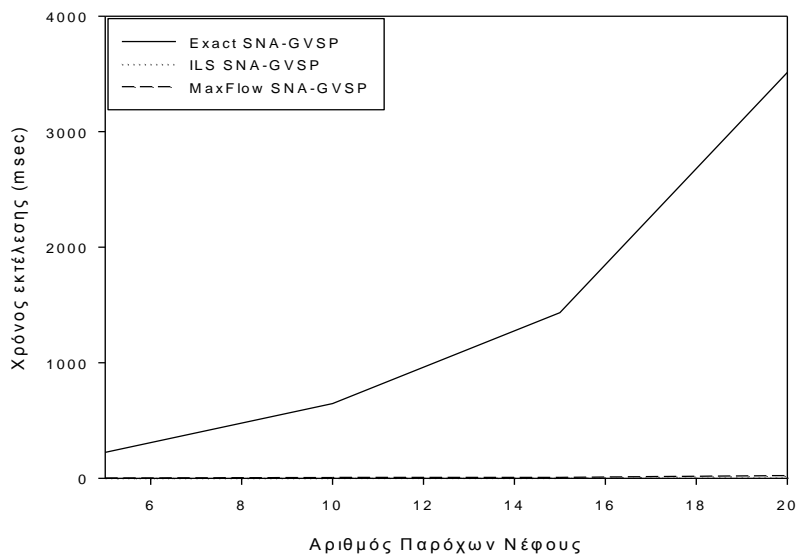
Πίνακας 6.6 Χρόνος εκτέλεσης (msec) – 10 πάροχοι νέφους

Μέθοδος	Min	Max	Median
ILS:SNA-GVSP	1.86	3.2	2.60
MaxFlow:SNA-GVSP	3.60	5.92	4.82
Exact:SNA-GVSP	646.76	670.14	657.76

Οι προηγούμενες παρατηρήσεις ενισχύονται και από τα αποτελέσματα τα οποία εξάγονται για το σενάριο 3. Σύμφωνα με το Σχ. 6.6 το κόστος τμηματοποίησης και για τους δύο ευρετικούς αλγορίθμους αυξάνει με την αύξηση του αριθμού των διαθέσιμων παρόχων νέφους. Ωστόσο, η ήπια κλίση στην αύξηση του κόστους για τον ILS αλγόριθμο αποδεικνύει την αποτελεσματικότητά του. Επιπλέον παρατηρείται μια εκθετική αύξηση στον χρόνο εκτέλεσης για τον Exact αλγόριθμο, ενώ και για τους δύο ευρετικούς αλγορίθμους η αύξηση στον χρόνο εκτέλεσης είναι σχεδόν γραμμική με την αύξηση του αριθμού των παρόχων νέφους ενώ παραμένει σε χαμηλά επίπεδα. Αυτό επίσης αποδεικνύει και τις δυνατότητες κλιμάκωσης που προσφέρουν οι προτεινόμενες μέθοδοι (Σχ. 6.7).



Σχ. 6.6 Σενάριο 3: Σχετικό κόστος τμηματοποίησης



Σχ. 6.7 Σενάριο 3: Χρόνος εκτέλεσης (msec)

Παρατηρώντας τα Σχ. 6.4 και 6.5 διακρίνεται ότι η μέθοδος τμηματοποίησης δεν εξαρτάται από τον αριθμό των τελικών χρηστών. Το σύνολο των τελικών χρηστών περιορίζεται στο σύνολο των ASCs, και για αυτόν τον λόγο η τμηματοποίηση του γράφου κατανομής περιεχομένου εξαρτάται από τον καθορισμό των ομάδων εξυπηρέτησης και από τον αριθμό των παρόχων νέφους που επικοινωνούν με τον CCDN ενδιάμεσο και καλύπτουν την ίδια περιοχή εξυπηρέτησης.

Πείραμα 2 Αποτελέσματα

Όπως ειπώθηκε και νωρίτερα, ο στόχος αυτού του πειράματος είναι η αξιολόγηση της απόδοσης των μεθόδων ανάθεσης αντιγράφων (υποθέτοντας ότι χρησιμοποιείται η ίδια τεχνική τμηματοποίησης). Για αυτόν τον λόγο, χρησιμοποιούνται οι μέθοδοι Exact:VSP, Exact:SNA-GVSP, Exact:GU και Exact:GS όπως ορίζονται στον Πίνακα 6.2. Τα μετρικά στοιχεία που υιοθετούνται σε αυτό το πείραμα σχετίζονται με αυτά που αφορούν την ανάπτυξη του CCDN, μαζί με το μέτρο του $SPBC_{CCDN}$, όπως ορίζονται στον Πίνακα 6.4.

Σύμφωνα με τον Πίνακα 6.7, ο VSP υπερτερεί όλων των υπόλοιπων αλγορίθμων ως προς όλα τα μετρικά στοιχεία που εξετάζονται, εκτός από το $SPBC_{CCDN}$ το οποίο αποτελεί κύριο στόχο του SNA-GVSP. Τα αποτελέσματα αποκαλύπτουν την αποτελεσματικότητα της λύσης με την χρήση ενός πιο σύνθετου αλγορίθμου ανάθεσης διακομιστών αναπαραγωγής όπως μοντελοποιήθηκε στην ενότητα 6.4.3. Όπως ήταν αναμενόμενο ο μειωμένος αριθμός των διακομιστών αναπαραγωγής και το μήκος των διαδρομών που επιλέγονται έχει ως αποτέλεσμα την μείωση του κόστους ανάπτυξης του CCDN και του κόστους ανάθεσης των πόρων του υποστρώματος στα CCDN αιτήματα. Από την άλλη μεριά, θα πρέπει επίσης να σημειωθεί ότι η χρήση των SNA χαρακτηριστικών συνεισφέρουν στην ενίσχυση της αποτελεσματικότητας της λύσης ανάθεσης διακομιστών αναπαραγωγής. Αυτό γίνεται εμφανές από την σύγκριση του SNA-GVSP με τους GS και GU αλγορίθμους. Ο SNA-GVSP αλγόριθμος οδηγείται από τα SNA κριτήρια που χρησιμοποιεί στην επιλογή ενός μικρότερου συνόλου από διακομιστές αναπαραγωγής, επαναχρησιμοποιώντας τους «δημοφιλέστερους» κόμβους υποστρώματος με αποτέλεσμα να εξάγονται μικρότερα κόστη αντιστοίχισης και ανάπτυξης CCDN. Επίσης παρατηρείται το γεγονός ότι επιλέγοντας κόμβους που επιδεικνύουν μεγαλύτερο SPBC οδηγεί σε συντομότερες διαδρομές σε σχέση με τους GU και GS αλγορίθμους. Αυτό προκύπτει από τον ίδιο τον ορισμό του SPBC, καθώς οι κόμβοι με μεγαλύτερο SPBC έχουν μεγαλύτερη πιθανότητα να βρίσκονται πιο κοντά στον κόμβο μεταφοράς καθώς τους διασχίζουν περισσότερες συντομότερες διαδρομές στην ομάδα εξυπηρέτησης που βρίσκονται. Όσον αφορά τους αλγορίθμους GU και GS εμφανίζουν παρόμοια συμπεριφορά, με τον GS να εμφανίζει οριακά καλύτερη απόδοση από τον GU. Τέλος ο Exact:VSP υπερτερεί του Exact:SNA-GVSP ως προς το μήκος της διαδρομής, καθώς ο VSP μοντελοποιεί άμεσα στην αντικειμενική του συνάρτηση την ελαχιστοποίηση του μήκους διαδρομής από τους διακομιστές αναπαραγωγής προς τους διακομιστές μεταφοράς.

Πίνακας 6.7 Σύγκριση Αλγορίθμων

Αλγόριθμος	Κόστος Ενσωμάτωσης	Κόστος Ανάπτυξης CCDN	Αριθμός Διακομιστών Αναπαραγωγής	$SPBC_{CCDN}$	Μήκος Διαδρομής
Exact:VSP	5.03	1.022	28.91	0.010	1.53
Exact:SNA- GVSP	5.47	1.110	31.19	0.054	2.47
Exact:GU	5.60	1.135	31.92	0.011	2.59
Exact:GS	5.59	1.130	31.90	0.011	2.58

Κεφάλαιο 7 – Πειραματική Ανάπτυξη και Εφαρμογή Δικτύων Διανομής Περιεχομένου Βασισμένα στην Ανάλυση Κοινωνικών Δικτύων

Παρατηρώντας την ευρεία αύξηση του όγκου δεδομένων που καταναλώνονται στα ασύρματα δίκτυα αλλά και αναγνωρίζοντας περιπτώσεις που δεν υπάρχουν διαθέσιμες ενσύρματες υποδομές ή απλά προτιμούνται οι ασύρματες, το πλαίσιο εργασίας του CCDN επεκτείνεται ώστε να μπορεί να αναπτυχθεί πάνω από ένα ασύρματο πλέον περιβάλλον πολλαπλών διαδρομών. Κινούμενοι σε αυτήν την κατεύθυνση στο Κεφάλαιο αυτό εκτελείται ένα πείραμα με όνομα Κοινωνικά Ενήμερη Ενσωμάτωση Εικονικών Δικτύων (Social Aware Virtual Network Embedding – SAViNE) για την δημιουργία ενός ασύρματου δικτύου διανομής, με στόχο την εγκατάσταση, την αξιολόγηση αλλά και την δημιουργία ενός πρωτότυπου πλαισίου εργασίας για την ανάπτυξη ενός CDN πάνω από ένα περιβάλλον ασύρματου νέφους. Συγκεκριμένα ο στόχος του πειράματος είναι η επαλήθευση της αποδοτικότητας των μεθόδων τοποθέτησης των διακομιστών αναπαραγωγής οι οποίες βασίζονται στην Ανάλυση των Κοινωνικών Δικτύων για την ενίσχυση της κατανομής περιεχομένου. Το προτεινόμενο πλαίσιο εργασίας δοκιμάζεται σε ένα σύνολο από πειραματικές πλατφόρμες παρέχοντας ένα περιβάλλον ανάπτυξης, λειτουργίας και αξιολόγησης ενός CDN σε πραγματικό χρόνο πάνω από ένα ασύρματο περιβάλλον. Επιπλέον εξετάζονται οι δυνατότητες κλιμάκωσης της προτεινόμενης λύσης, ενώ η μελέτη ολοκληρώνεται με την αξιολόγηση της δυνατότητας επαναληψιμότητας του πειράματος για την εξέταση της απόδοσης λειτουργίας του CDN δικτύου.

7.1 Εισαγωγή

Στον σημερινό ψηφιακό κόσμο, η ασύρματη και κινητή επικοινωνία έχουν αναδειχθεί ως οι πιο σημαντικοί παράγοντες στην καθημερινότητα των καταναλωτών. Οι πάροχοι περιεχομένων πλούσιων σε πολυμέσα γίνονται γρήγορα βασικά στοιχεία για την οικονομική εκμετάλλευση της κινητής επικοινωνίας, επηρεάζοντας ένα σημαντικό ποσοστό του παγκόσμιου Ακαθάριστου Εγχώριου Προϊόντος. Για την εξυπηρέτηση αυτής της όλο και αυξανόμενης κίνησης απαιτείται ένας μεγάλος αριθμός διακομιστών, επιβάλλοντας ένα σημαντικό κόστος λειτουργίας το οποίο αναμένεται να πολλαπλασιαστεί. Προς αυτήν την κατεύθυνση, οι πάροχοι Δικτύων Διανομής Περιεχομένου (π.χ. Akamai, Rackspace κ.λπ.) προσπαθούν να διευκολύνουν την αναζήτηση και κατανομή του περιεχομένου.

Όπως αναφέρθηκε και στο προηγούμενο κεφάλαιο τα παραδοσιακά CDNs έχουν αποδειχθεί αποτελεσματικά στην βελτιστοποίηση και στην επιτάχυνση της διανομής του περιεχομένου. Παρόλα αυτά, τα ανερχόμενα CCDN δίκτυα,

εκμεταλλεζόμενα τις δυνατότητες των πόρων του νέφους, μειώνουν το κόστος υλοποίησης υπηρεσιών διανομής περιεχομένου (π.χ. Amazon CloudFront, MetaCDN κ.λπ.). Τα CDNs βασισμένα στο νέφος προάγουν ένα διαφορετικό επιχειρηματικό μοντέλο, όπου το περιεχόμενο κατανέμεται με ένα μοντέλο χρέωσης ανάλογα με την χρήση, υποστηρίζοντας οικονομίες κλίμακας, ενώ το “CDN ως υπηρεσία” (CDN as a service – CDNaas) αναπτύσσεται σε συμφωνία με την έννοια του “οτιδήποτε ως υπηρεσία” (Jin, 2012).

Ακολουθώντας ξανά μια προσέγγιση ενός CDN προσανατολισμένου στο νέφος, λαμβάνοντας επίσης υπόψη την τρέχουσα τάση που επικρατεί με την χρήση μικρών (ασύρματων/κινητών) συσκευών (π.χ. smart phones, tablets κ.λπ.) για την πρόσβαση σε εφαρμογές που καταναλώνουν μεγάλο αριθμό πόρων (π.χ. ροές πολυμέσων), το πείραμα της Κοινωνικά Ενήμερης Ενσωμάτωσης Εικονικών Δικτύων (Social Aware Virtual Network Embedding – SAViNE) θέτει ως στόχο την εγκατάσταση, αξιολόγηση αλλά και δημιουργία ενός πρωτότυπου πλαισίου εργασίας για την τοποθέτηση των διακομιστών αναπαραγωγής για την ανάπτυξη ενός ασύρματου CCDN δικτύου. Στόχος του SAViNE είναι η πειραματική επαλήθευση της αποδοτικότητας της χρήσης της Κοινωνικής Ανάλυσης Δικτύων κατά την επίλυση του προβλήματος τοποθέτησης των διακομιστών αναπαραγωγής για την ενίσχυση της διανομής περιεχομένου στο ανερχόμενο περιβάλλον του ασύρματου νέφους. Το SAViNE αποτελεί επίσης απόδειξη σχεδιασμού της έννοιας CDNaas, φροντίζοντας για την αποδοτική διανομή του περιεχομένου. Η αξιολόγηση του πειράματος εκτελείται πάνω από ένα καθαρά ασύρματο περιβάλλον διασύνδεσης πολλαπλών αλμάτων, προκειμένου να επαληθευτεί η ανάπτυξη ενός CDN προσανατολισμένου στο νέφος, σε περίπτωση που δεν υπάρχει ενσύρματη υποκείμενη φυσική υποδομή ή προτιμάται η ασύρματη.

Στόχος λοιπόν αυτού του κεφαλαίου είναι η πειραματική επαλήθευση του πλαισίου εργασίας για την ανάπτυξη ενός CCDN δικτύου σε ένα ρεαλιστικό, μεγάλης κλίμακας ασύρματο πειραματικό περιβάλλον. Η εφαρμογή των αλγορίθμων τοποθέτησης διακομιστών αναπαραγωγής για την ανάπτυξη του CDN δικτύου, εκτελείται πάνω από ένα σύνολο πειραματικών ερευνητικών υποδομών του Διαδικτύου του Μέλλοντος, όπως την i) ασύρματη πειραματική πλατφόρμα w-iLab.t (w-iLab.t, 2014) για την επαλήθευση και τον έλεγχο της ορθής λειτουργίας των αλγορίθμων και ii) την πειραματική πλατφόρμα PlanetLab (PlanetLab, 2014) για την διεξαγωγή πειραμάτων κλιμάκωσης, χρησιμοποιώντας κατάλληλες τεχνικές για την εξομοίωση του ασύρματου περιβάλλοντος. Αυτές οι πειραματικές υποδομές προσφέρονται στα πλαίσια των προγραμμάτων OpenLab (OpenLab, 2014) και Fed4FIRE (Fed4FIRE, 2014), τα οποία αποτελούν μέρος της Ευρωπαϊκής πρωτοβουλίας για τον Πειραματισμό και την Έρευνα του Διαδικτύου του Μέλλοντος (Future Internet Research and Experimentation – FIRE) (FIRE, 2014). Επιπλέον αυτές οι πειραματικές πλατφόρμες δίνουν την δυνατότητα να εξεταστεί, μέσω κατάλληλων στατιστικών μεθόδων, η επαναληψιμότητα του προτεινόμενου πλαισίου εργασίας στην ίδια φυσική υποδομή.

7.2 Εικονική Ανάθεση Διακομιστών Αναπαραγωγής

Οι αλγόριθμοι που χρησιμοποιούνται στο κεφάλαιο αυτό είναι κοινοί με τους αλγόριθμους του Κεφαλαίου 6: όπως ο Αλγόριθμος Εικονικής Ανάθεσης Διακομιστών Αναπαραγωγής (VSP), ο Άπληστος Αλγόριθμος Εικονικής Ανάθεσης Διακομιστών Αναπαραγωγής βασισμένος στην Ανάλυση Κοινωνικών Δικτύων (SNA-GVSP) και ο Άπληστος Αλγόριθμος Θέσης (GS).

Ωστόσο ο VSP αλγόριθμος επεκτείνεται για να ενσωματώσει τα κοινωνικά χαρακτηριστικά της υποκείμενης φυσικής υποδομής κατά την επιλογή των διακομιστών αναπαραγωγής. Έτσι ο αλγόριθμος μετονομάζεται σε Αλγόριθμο Εικονικής Ανάθεσης Διακομιστών Αναπαραγωγής βασισμένος στην Ανάλυση Κοινωνικών Δικτύων (Social Network Analysis inspired Virtual Surrogate Placement – SNA-VSP), ενώ η αντικειμενική συνάρτηση παίρνει την παρακάτω μορφή.

$$\begin{aligned} \min \quad & \sum_{\forall p \in N^{S'} \setminus N^S} \sum_{\forall w \in E^S} \alpha P_{uw} f_{uv}^{n_{op}} + \sum_{j \in N^S} \beta W C_j^{i=sto} h_j + \\ & \sum_{\forall p \in N^{S'} \setminus N^S} \sum_{\forall w \in N^{S'} \setminus N^S} \sum_{j \in N^S} \gamma W_p D_j x_{wj}^{n_{op}} + \sum_{j \in N^S} \delta \frac{1}{SPBC_j} h_j \end{aligned} \quad (7.1)$$

Οι τρεις πρώτοι όροι της αντικειμενικής συνάρτησης παραμένουν ίδιοι και εκφράζουν τον στόχο της ελαχιστοποίησης του κόστους για την ανάπτυξη του CDN δικτύου (κόστος επικοινωνίας μεταξύ των κόμβων και κόστος αποθήκευσης/αντιγραφής περιεχομένου). Ο τέταρτος όρος αναφέρεται στην κεντρικότητα διαμεσότητας και ρυθμίζει το κατά πόσο θα επηρεάζει την λύση η σημαντικότητα των κόμβων. Συγκεκριμένα, ο τέταρτος όρος θέτει σαν στόχο την επιλογή των κόμβων που έχουν την μεγαλύτερη τιμή $SPBC$ για την επιλογή τους ως διακομιστές αναπαραγωγής.

Αντίστοιχα και σε αυτήν την περίπτωση παρέχεται ένας αριθμός N από τελικούς χρήστες ο καθένας από τους οποίους συσχετίζεται με i) μια συγκεκριμένη θέση εκφραζόμενη σε γεωγραφικές συντεταγμένες ii) τον ρυθμό αίτησης περιεχομένου και iii) το μέγεθος του περιεχομένου της αίτησης. Για κάθε τελικό χρήστη δημιουργείται μια ομάδα πιθανών διακομιστών αναπαραγωγής ανάλογα με μια μέγιστη απόσταση που αντιστοιχεί σε μια απόσταση ποιότητας παροχής υπηρεσίας μεταξύ τελικού χρήστη και διακομιστή αναπαραγωγής.

Ο τελικός χρήστης στην CDN τοπολογία που θα προκύψει θα εξυπηρετείται από τον διακομιστή αναπαραγωγής που βρίσκεται εντός της μέγιστης επιτρεπτής

απόστασης ποιότητας υπηρεσίας ή από τον διακομιστή προέλευσης σε περίπτωση που υπάρχει αστοχία περιεχομένου χρησιμοποιώντας μια μέθοδο μη συνεργατικής ανέλκυσης περιεχομένου.

Λύνοντας το παραπάνω ΜΑΠ πρόβλημα προκύπτει ως αποτέλεσμα η ανάθεση των τελικών χρηστών στους κατάλληλους διακομιστές αναπαραγωγής. Στην συνέχεια, θα πρέπει να υπολογιστούν οι κατάλληλες διαδρομές επικοινωνίας μεταξύ των διακομιστών αναπαραγωγής και του διακομιστή προέλευσης. Για τον λόγο αυτό χρησιμοποιείται ένας αλγόριθμος συντομότερης διαδρομής λαμβάνοντας υπόψη τους περιορισμούς σε χωρητικότητα των πόρων της φυσικής υποδομής. Οι επικοινωνιακές απαιτήσεις καθορίζονται από της αιτήσεις των περιεχομένων των τελικών χρηστών αλλά και από το ποσοστό αστοχίας περιεχομένου. Οι διαδρομές κατανομής περιεχομένου που προκύπτουν καθορίζουν επίσης και το σύνολο των κόμβων του φυσικού δικτύου που χρησιμοποιούνται για την μεταφορά του περιεχομένου (διακομιστές μεταφοράς) προς τους διακομιστές αναπαραγωγής.

7.3 Πλαίσιο Εργασίας SAViNE: Σχεδιασμός, Ανάπτυξη και Λειτουργία του CCDN

Το πλαίσιο εργασίας του πειράματος SAViNE εκτελείται στις υποδομές w-iLab.t και PlanetLab, για την πειραματική επαλήθευση των αλγορίθμων τοποθέτησης διακομιστών αναπαραγωγής που παρουσιάστηκαν παραπάνω. Ο σχεδιασμός, η ανάπτυξη και η λειτουργία του CDN δικτύου πραγματοποιείται σε τρεις διαδοχικές φάσεις:

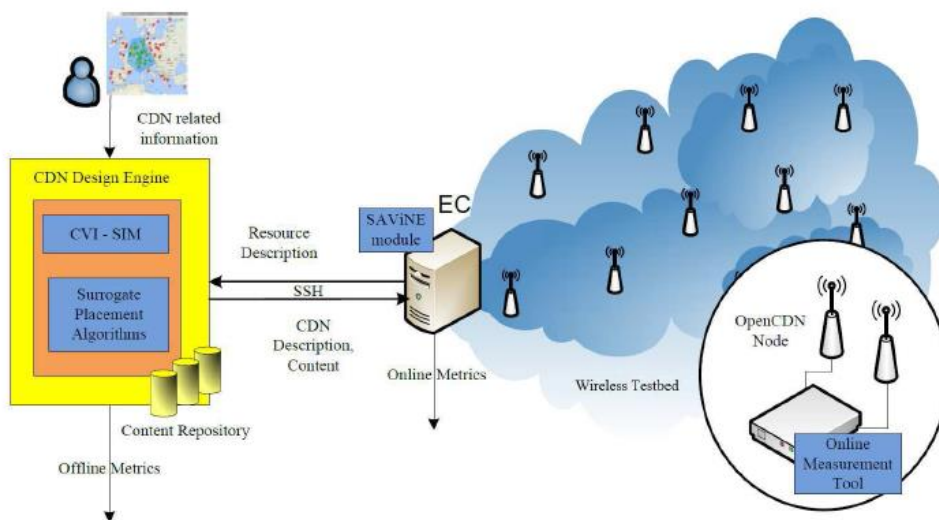
- **Φάση Σχεδίασης μη Πραγματικού Χρόνου:** Ο αλγόριθμος τοποθέτησης των διακομιστών αναπαραγωγής παίρνει ως είσοδο τις απαραίτητες πληροφορίες για την εκτέλεση του όπως (i) πληροφορίες σχετικές με την φυσική υποδομή της πειραματικής πλατφόρμας οι οποίες διατίθενται από τους παρόχους της πειραματικής πλατφόρμας (π.χ. γεωγραφική θέση/τοποθεσία των κόμβων) και (ii) πληροφορίες σχετικές με το CDN δίκτυο οι οποίες παρέχονται από τον χρήστη του SAViNE πειράματος (π.χ. CDN Πάροχο), όπως η γεωγραφική διασπορά των τελικών χρηστών (Radoslavov, 2002), ο ρυθμός αίτησης περιεχομένου και ο αιτούμενος όγκος κίνησης του τελικού χρήστη (Broberg, 2009), το μέγεθος των αντιγράφων του περιεχομένου και η απόσταση παρεχόμενης ποιότητας υπηρεσίας (Chen, 2012).
- **Φάση Σχεδίασης Πραγματικού Χρόνου:** Λαμβάνοντας υπόψη της πληροφορίες που αποκτούνται κατά την φάση μη πραγματικού χρόνου, εκτελείται ο αλγόριθμος της ανάθεσης των διακομιστών αναπαραγωγής ο οποίος παρέχει την τελική CDN τοπολογία που θα αναπτυχθεί στις πειραματικές πλατφόρμες. Κατά την διάρκεια αυτής της φάσης, συγκεντρώνονται και τα απαραίτητα προκαθορισμένα μετρικά στοιχεία

αξιολόγησης (τα οποία ονομάζονται μετρικά στοιχεία μη πραγματικού χρόνου). Τα μετρικά στοιχεία μη πραγματικού χρόνου εκφράζουν (i) την απόδοση της στρατηγικής τοποθέτησης των διακομιστών αναπαραγωγής και (ii) την επίδραση των μετρικών στοιχείων της Ανάλυσης των Κοινωνικών Δικτύων κατά τον σχεδιασμό του CDN.

- **Φάση Ανάπτυξης και Λειτουργίας του CDN:** Κατά την διάρκεια της φάσης αυτής, πραγματοποιείται η ανάπτυξη του CDN δικτύου χρησιμοποιώντας τα αποτελέσματα που εξάγονται κατά την φάση Σχεδίασης Πραγματικού Χρόνου. Το CDN δίκτυο το οποίο προκύπτει είναι πλήρως λειτουργικό και διαχειρίσιμο από τον χρήστη του SAViNE. Κατά την διάρκεια της λειτουργίας του CDN, συλλέγεται επίσης ένα σύνολο από προκαθορισμένα μετρικά στοιχεία, τα οποία ονομάζονται μετρικά στοιχεία πραγματικού χρόνου.

7.3.1 Αρχιτεκτονική Πειράματος

Η αρχιτεκτονική του SAViNE πειράματος βασίζεται στην υλοποίηση και εκτέλεση τεσσάρων οντοτήτων. Αυτές οι τέσσερις οντότητες αλληλεπιδρούν μεταξύ τους κατά την διάρκεια της σχεδίασης, ανάπτυξης και λειτουργίας του CDN δικτύου και ονομάζονται ως εξής: η μηχανή σχεδίασης CDN (SAViNE CDN Design Engine), η κύρια SAViNE μονάδα (SAViNE module), το CDN λογισμικό (CDN Software) και το εργαλείο μέτρησης πραγματικού χρόνου (Online Measurement Tool). Σχηματικά η αρχιτεκτονική παρουσιάζεται στο Σχ. 7.1.



Σχ. 7.1 Η Αρχιτεκτονική του SAViNE

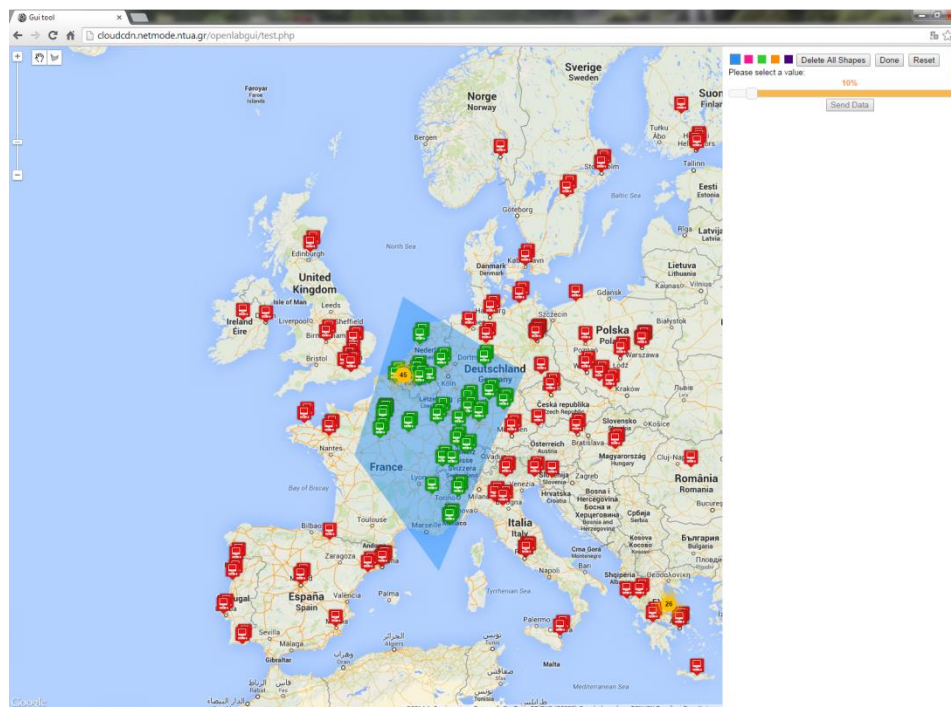
Μηχανή Σχεδίασης CDN

Η μηχανή Σχεδίασης CDN είναι υπεύθυνη για την φάση Σχεδίασης μη Πραγματικού Χρόνου και για την φάση Σχεδίασης Πραγματικού χρόνου. Ο πυρήνας αυτής της οντότητας βασίζεται στον προσομοιωτή CVI-Sim που παρουσιάστηκε στο Κεφάλαιο 3, ο οποίος παρέχει την δυνατότητα λειτουργίας και ως εξομοιωτής υποστηρίζοντας την εισαγωγή αρχείων περιγραφής πόρων (π.χ. GENI v3 RSpec (GENI, 2014)).

Προσαρμοσμένος στο πείραμα SAViNE, ο προσομοιωτής CVI-Sim διευκολύνει την εκτέλεση των προτεινόμενων ευρετικών αλγορίθμων βάση των παραμέτρων εισόδου που καθορίζονται από τον χρήστη και παρέχει σαν έξοδο την CDN τοπολογία που θα πρέπει να αναπτυχθεί στις κατάλληλες πειραματικές πλατφόρμες, μαζί με τα μετρικά στοιχεία μη πραγματικού χρόνου σε ξεχωριστά XML αρχεία. Το σύνολο των παραμέτρων εισόδου συμπεριλαμβάνουν (i) τα αρχεία περιγραφής των πόρων (RSpec advertisement) τα οποία παρέχουν πληροφορίες σχετικά με την θέση των ασύρματων κόμβων και των λειτουργικών τους χαρακτηριστικών (ii) το σύνολο των κόμβων που μπορούν να χρησιμοποιηθούν ως πιθανοί διακομιστές αναπαραγωγής (iii) τον κόμβο ο οποίος θα χρησιμοποιηθεί σαν κόμβος προέλευσης (εξ ορισμού επιλέγεται ο κόμβος που βρίσκεται στο κέντρο μάζας των τελικών χρηστών όπως παρουσιάστηκε και στο Κεφάλαιο 6) (iv) το περιεχόμενο που πρέπει να διανεμηθεί (v) την μέγιστη απόσταση ποιότητας υπηρεσίας (iv) τα απαραίτητα κόστη λειτουργίας του CDN (αποθήκευσης, ανωφόρτωσης και κατωφόρτωσης).

Επιπλέον μέσω της Γραφικής Διεπαφής Χρήστη (Graphical User Interface – GUI) που προσφέρει το SAViNE (Σχ. 7.2), ο χρήστης μπορεί να εκτελέσει τις τρεις φάσεις του πειράματος όπως περιγράφηκαν πιο πάνω.

Κεφάλαιο 7 – Πειραματική Ανάπτυξη και Εφαρμογή Δικτύων Διανομής Περιεχομένου Βασισμένα στην Ανάλυση Κοινωνικών Δικτύων



Σχ. 7.2 Γραφική Διεπαφή Χρήστη SAViNE

Κύρια μονάδα SAViNE

Η κύρια μονάδα SAViNE είναι η οντότητα ελέγχου που εκκινεί την συνολική πειραματική διαδικασία και οργανώνει την φάση Ανάπτυξης και Λειτουργίας του CDN. Υλοποιείται σαν ένα πρόγραμμα κελύφους (shell script), το οποίο εκτελείται σε ένα κόμβο της πειραματικής πλατφόρμας (π.χ. στον Ελεγκτή Πειράματος – Experiment Controller (EC)) για πειραματικές πλατφόρμες που υποστηρίζουν το πλαίσιο εργασίας Ελέγχου και Διαχείρισης πειραματικής πλατφόρμας (cOntrol and Management Framework – OMF (OMF, 2014)), όπως η πλατφόρμα w-iLab.t. Η SAViNE μονάδα ανακτά από την οντότητα Μηχανής Σχεδίασης CDN όλες τις απαραίτητες πληροφορίες (π.χ. την τοπολογία του CDN κ.λπ.) για την ανάπτυξη του CDN πάνω από την πειραματική πλατφόρμα αλλά και για την ρύθμιση της λειτουργίας του δικτύου. Επιπλέον η συγκεκριμένη οντότητα ρυθμίζει κατάλληλα κάθε CDN κόμβο ανάλογα με τον ρόλο που πρέπει να εξυπηρετήσει κατά την διάρκεια του πειράματος (π.χ. διακομιστής προέλευσης, μεταφοράς, αναπαραγωγής κ.λπ.) και να μεταφέρει το σύνολο των περιεχομένων στο διακομιστή προέλευσης. Τέλος η μονάδα είναι επίσης υπεύθυνη για την συγκέντρωση των μετρικών στοιχείων πραγματικού χρόνου επικοινωνώντας με τους διακομιστές αναπαραγωγής μετά το τέλος της φάσης Ανάπτυξης και Λειτουργίας του CDN.

Λογισμικό CDN

Για την δημιουργία μιας αυτόματης διαδικασίας ανάπτυξης του CDN σεναρίου, χρησιμοποιείται το λογισμικό OpenCDN v0-7-7 (OpenCDN, 2007) για την

υλοποίηση ενός δικτύου διανομής περιεχομένου σε επίπεδο εφαρμογής. Στο συγκεκριμένο λογισμικό ένα καθορισμένο σύνολο κόμβων λειτουργούν σαν διακομιστές αναπαραγωγής ή σαν διακομιστές μεταφοράς ακολουθώντας ένα μοντέλο μη συνεργατικής μεθόδου ανέλκυσης περιεχομένου. Ο έλεγχος της λειτουργίας του δικτύου γίνεται από μια κεντρική οντότητα που ονομάζεται Διαχειριστής Κατανομής και Αίτησης Δρομολόγησης (Request Routing and Distribution Manager – RRDM). Το RRDM οργανώνει την κατανομή του περιεχομένου μεταξύ των CDN κόμβων και ενημερώνει τον τελικό χρήστη μέσω μιας δικτυακής πύλης για την διεύθυνση του κόμβου από όπου μπορεί να έχει πρόσβαση στο περιεχόμενο που ζήτησε. Οι διακομιστές προέλευσης περιγράφουν το περιεχόμενο που διαθέτουν στην ίδια δικτυακή πύλη. Για το SAViNE πείραμα, ο διακομιστής προέλευσης και η μονάδα RRDM εκτελούνται σε έναν κόμβο. Για την ροή αναμετάδοσης περιεχομένου χρησιμοποιείται είτε το ανοιχτό λογισμικό Apple Darwin Streaming Server (v6.0.3) είτε το πρόγραμμα VLC streamer, ανάλογα με την πειραματική πλατφόρμα που χρησιμοποιείται, ενώ για την αναπαραγωγή του περιεχομένου από τον τελικό χρήστη χρησιμοποιείται το OpenRTSP πρόγραμμα (OpenRTSP, 2014).

Εργαλείο Μέτρησης Πραγματικού Χρόνου

Συμπληρωματικά με το OpenCDN λογισμικό, εγκαθίσταται στους κόμβους αναπαραγωγής και το Εργαλείο Μέτρησης Πραγματικού Χρόνου (Online Measurement Tool – OMT). Το OMT ανακτά περιοδικά (i) μετρήσεις χρησιμοποίησης της CPU και της Διεκπεραιωτικότητας του διακομιστή αναπαραγωγής και (ii) την καθυστέρηση και το ποσοστό επιτυχίας περιεχομένου από τα αρχεία καταγραφής του OpenCDN. Επιπλέον καταγράφει την ποιότητα ζεύξης για κάθε τελικό χρήστη του CDN με τον διακομιστή αναπαραγωγής. Το OMT υλοποιείται επίσης σαν πρόγραμμα κελύφους.

7.4 Εκτέλεση Πειράματος και Αποτίμηση Απόδοσης

Ο στόχος του SAViNE πειράματος είναι η εγκατάσταση ενός αποδοτικού CDN δικτύου επικάλυψης σε ασύρματο περιβάλλον. Η πειραματική αποτίμηση ουσιαστικά πραγματοποιείται κατά την διάρκεια των φάσεων Σχεδίασης Πραγματικού Χρόνου και Ανάπτυξης και Λειτουργίας του CDN. Για λόγους σύγκρισης, εκτός από τους αλγόριθμους που βασίζονται στην Κοινωνική Ανάλυση Δικτύων και οι οποίοι παρουσιάστηκαν προηγουμένως, χρησιμοποιείται και ο αλγόριθμος Άπληστης Θέσης (GS) (Chen, 2012) για την ανάθεση των διακομιστών αναπαραγωγής.

7.4.1 Μετρικά Στοιχεία Αποτίμησης Απόδοσης

Όπως παρουσιάστηκε και στην προηγούμενη ενότητα, τα μετρικά στοιχεία αποτίμησης απόδοσης κατηγοριοποιούνται στα μετρικά στοιχεία μη πραγματικού χρόνου και στα μετρικά στοιχεία πραγματικού χρόνου, για την αξιολόγηση των φάσεων Σχεδίασης Πραγματικού Χρόνου και Ανάπτυξης και Λειτουργίας του CDN αντίστοιχα.

Τα μετρικά στοιχεία μη πραγματικού χρόνου παρουσιάζονται στον Πίνακα 7.1 και χρησιμοποιούνται για την αποτίμηση της απόδοσης των τεχνικών τοποθέτησης των διακομιστών αναπαραγωγής. Τα μετρικά αυτά στοιχεία περιλαμβάνουν το Κόστος Ανάπτυξης του CDN, το Κόστος Ενσωμάτωσης, τον αριθμό των διακομιστών αναπαραγωγής καθώς και στοιχεία που σχετίζονται με την ποιότητα υπηρεσίας όπως το μήκος της διαδρομής του διακομιστή προέλευσης από τον τελικό χρήστη. Επιπλέον χρησιμοποιούνται για την ποσοτικοποίηση της επίδρασης των κοινωνικών χαρακτηριστικών στον σχεδιασμό του CDN δικτύου (π.χ. SPBC, αριθμός διακομιστών αναπαραγωγής που επιλέγονται κ.λπ.).

Πίνακας 7.1 Μετρικά Στοιχεία Μη Πραγματικού Χρόνου

Κόστος Ενσωμάτωσης	Το κόστος ενσωμάτωσης του CDN σε μια πειραματική πλατφόρμα είναι ίσο με το άθροισμα του εύρους ζώνης που απαιτείται για όλες τις διαδρομές κατανομής περιεχομένου και των υπολογιστικών πόρων που ανατίθενται σε κάθε κόμβο.
Κόστος Ανάπτυξης CDN	Το συνολικό κόστος ανάπτυξης του CDN δικτύου βασίζεται στο μοντέλο κόστους που υιοθετείται (κόστος αποθήκευσης, ανάκτησης και ενημέρωσης) (Chen, 2012). Το κόστος ουσιαστικά αποτελείται από (i) Το κόστος αποθήκευσης των περιεχομένων στους διακομιστές αναπαραγωγής (ii) Το κόστος πρόσβασης των τελικών χρηστών στο περιεχόμενο (iii) Το κόστος ενημέρωσης του περιεχομένου από τους διακομιστές μεταφοράς/αναπαραγωγής
Αριθμός Διακομιστών Αναπαραγωγής.	Ο αριθμός των κόμβων του νέφους που επιλέγονται από τον αλγόριθμο ανάθεσης αντιγράφων για την αντιστοίχιση των εικονικών διακομιστών αναπαραγωγής.
Μήκος Διαδρομής	Ο μέσος αριθμός αλμάτων μεταξύ των τελικών χρηστών και του διακομιστή προέλευσης.
<i>SPBC</i>	Η κεντρικότητα διαμεσότητας συντομότερης διαδρομής για μια συγκεκριμένη CDN λύση ορίζεται σαν ο μέσος όρος των τιμών <i>SPBC</i> των κόμβων που επιλέχθηκαν για την τελική CDN λύση.

Τα μετρικά στοιχεία πραγματικού χρόνου παρουσιάζονται στον Πίνακα 7.2, και χρησιμοποιούνται συνήθως από τους παρόχους CDN (Pathan, 2008) για την μέτρηση της ικανότητας του CDN να εξυπηρετεί τους τελικούς χρήστες με το περιεχόμενο που ζήτησαν.

Πίνακας 7.2 Μετρικά Στοιχεία Πραγματικού Χρόνου

Χρόνος Απόκρισης	Ο χρόνος που αντιλαμβάνεται ο χρήστης μέχρι να λάβει το περιεχόμενο
Διεκπεραιωτικότητα	Η Διεκπεραιωτικότητα του διακομιστή αναπαραγωγής όπως μετράται στις ασύρματες διεπαφές του.
Φορτίο της CPU	Το μέσο φορτίο της CPU του διακομιστή αναπαραγωγής όπως μετράται σε ένα προκαθορισμένο χρονικό διάστημα
Λόγος επιτυχίας ενδιάμεσης μνήμης	Ο λόγος του αριθμού των αιτημάτων περιεχομένου των χρηστών που εξυπηρετήθηκαν από τον διακομιστή αναπαραγωγής προς τον συνολικό αριθμό των αιτημάτων περιεχομένου που υποβλήθηκαν.
Αιτήματα Χρηστών ανά Διακομιστή Αναπαραγωγής	Ο μέσος αριθμός των χρηστών που είναι συνδεδεμένος με κάθε διακομιστή αναπαραγωγής
Μέση Απόσταση ανά Διακομιστή Αναπαραγωγής	Η μέση απόσταση των συνδεδεμένων χρηστών από κάθε διακομιστή αναπαραγωγής
Λόγος Σήματος προς Θόρυβο (Signal to Noise Ratio – SNR)	Ο λόγος σήματος προς θόρυβο αποτελεί μέτρο εκτίμησης της ισχύος του σήματος που λαμβάνεται προς την ισχύ του θορύβου στο ασύρματο κανάλι επικοινωνίας

7.4.2 Επαλήθευση Λειτουργίας

Προκειμένου να επαληθευθεί πειραματικά το κατά πόσο η προτεινόμενη λύση είναι εφικτή αλλά και λειτουργικά αποδοτική, το πλαίσιο εργασίας του SAViNE υλοποιείται στην πειραματική πλατφόρμα Zwijnaarde του w-iLab.t (w-iLab.t, 2014). Ενώ επιπλέον στόχος τίθεται η αξιολόγηση της επίδρασης των κοινωνικών χαρακτηριστικών κατά την επίλυση τοποθέτησης διακομιστών αναπαραγωγής για τον σχεδιασμό του CDN.

Η πειραματική πλατφόρμα στο Zwijnaarde αποτελείται από 60 κόμβους οι οποίοι είναι κατανομημένοι σε έναν εσωτερικό χώρο διαστάσεων $66 \mu \times 20.5 \mu$ (Boukaert, 2012). Ένα υποσύνολο 45 κόμβων χρησιμοποιείται για την αξιολόγηση της απόδοσης των ευρετικών αλγορίθμων τοποθέτησης διακομιστών αναπαραγωγής. Για την διευκόλυνση της δημιουργίας ενός ασύρματου περιβάλλοντος πολλαπλών αλμάτων, η ισχύς εκπομπής των κόμβων της πειραματικής πλατφόρμας ρυθμίζεται στα 1 mW. Κατά την διάρκεια της Φάσης Σχεδίασης Πραγματικού Χρόνου,

διαφορετικά κανάλια με μη επικαλυπτόμενο φάσμα ανατίθενται στους διαφορετικούς διακομιστές αναπαραγωγής/σημεία πρόσβασης (access points) χρησιμοποιώντας μια τεχνική χρωματισμού γράφου, ώστε να ελαχιστοποιηθούν οι παρεμβολές μεταξύ γειτονικών σημείων πρόσβασης.

Οι w-iLab.t κόμβοι μπορούν να διαδραματίσουν τόσο το ρόλο του τελικού χρήστη όσο και του διακομιστή αναπαραγωγής/μεταφοράς. Όπως παρουσιάστηκε πιο πάνω ο κόμβος που βρίσκεται στο κέντρο μάζας των τελικών χρηστών επιλέγεται ως κόμβος προέλευσης, ενώ εξυπηρετεί και τον ρόλο του RRDM για το OpenCDN λογισμικό. Σύμφωνα με αυτό τον ορισμό σαν κόμβος προέλευσης επιλέγεται ο κόμβος #26. Ένα σύνολο από τέσσερα αρχεία τύπου mp4 χρησιμοποιούνται με το μέγεθος του αντιγράφου περιεχομένου να φτάνει τα 21MB. Κάθε τελικός χρήστης ζητάει ένα συγκεκριμένο mp4 αρχείο με ένα συγκεκριμένο ρυθμό (Broberg, 2009). Η μέγιστη απόσταση εξασφάλισης ποιότητας υπηρεσίας περιορίζεται σε ένα μόνο άλμα ενώ η γεωγραφική απόσταση περιορίζεται στα 8 μέτρα από τον διακομιστή αναπαραγωγής. Επιπλέον, το κόστος χρέωσης για κάθε μονάδα αποθήκευσης ορίζεται στα 0.18, το κόστος κατωφόρτωσης ορίζεται στα 0.17, ενώ το κόστος ανωφόρτωσης ορίζεται στα 0.1 (Amazon EU) (Chen, 2012).

W-iLab.t: Μετρικά Στοιχεία Μη Πραγματικού Χρόνου

Ο Πίνακας 7.3 περιέχει τις τιμές των μετρικών στοιχείων μη πραγματικού χρόνου που προκύπτουν κατά την εκτέλεση των διαφόρων αλγορίθμων. Οι τιμές του Κόστους Ενσωμάτωσης και του Κόστους Ανάπτυξης του CDN των αλγορίθμων SNA-GVSP και GS παρουσιάζονται σαν συγκριτικά ποσοστά διαφοράς με τις αντίστοιχες τιμές του SNA-VSP.

Πίνακας 7.3 Μετρικά Αξιολόγησης Μη Πραγματικού Χρόνου για το w-iLab.t

	SNA-VSP	SNA-GVSP	GS
Κόστος Ενσωμάτωσης (%)	-	16.25	23.66
Κόστος Ανάπτυξης CDN (%)	-	19.62	26.66
Αριθμός Διακομιστών Αναπαραγωγής	6	10	11
Μήκος Διαδρομής SPBC	2.54	2.34	2.65
	0.057	0.053	0.021

Για την ανάπτυξη του CDN πάνω από το ασύρματο περιβάλλον και για την αντιγραφή των κατάλληλων περιεχομένων, ο SNA-VSP υπερτερεί των υπολοίπων ευρετικών αλγορίθμων όσον αφορά το συνολικό Κόστος Ανάπτυξης του CDN και του αριθμού των διακομιστών αναπαραγωγής που απαιτούνται. Αυτό οφείλεται στους στόχους που επιβάλλει η πολυκριτηριακή αντικειμενική συνάρτηση του αλγορίθμου, καθώς ο στόχος για μείωση του κόστους των συνολικών υπολογιστικών πόρων που

απαιτούνται για την ανάπτυξη του CDN οδηγεί σε περιορισμένο αριθμό διακομιστών αναπαραγωγής. Για αυτόν τον λόγο ο SNA-VSP εμφανίζει λιγότερους διακομιστές αναπαραγωγής σε σχέση με τον SNA-GVSP, παράλληλα όμως εμφανίζει και μια μικρή αύξηση στο μήκος διαδρομής (μέσος αριθμός αλμάτων). Επομένως γίνεται κατανοητό ότι ο SNA-VSP οδηγεί σε μειωμένο κόστος ανάπτυξης για το CDN, καθώς απαιτεί μικρότερο αριθμό Διακομιστών Αναπαραγωγής ενώ χρησιμοποιεί συγκριτικά μικρές διαδρομές κατανομής περιεχομένου. Ακολουθώντας την ίδια τάση, το Κόστος Ενσωμάτωσης για τον SNA-VSP μειώνεται αποδεικνύοντας την αποδοτική χρήση των υποκείμενων φυσικών πόρων της υποδομής.

Για την μελέτη της επίδρασης εφαρμογής των κοινωνικών χαρακτηριστικών στους αλγορίθμους τοποθέτησης διακομιστών αναπαραγωγής για την σχεδίαση του CDN δικτύου, αξιολογείται η συμπεριφορά του μετρικού στοιχείου SPBC. Η απόδοση των αλγορίθμων τοποθέτησης βασισμένων στην Κοινωνική Ανάλυση Δικτύων επαληθεύει την υπόθεση ότι επιλέγοντας τους κόμβους της πειραματικής πλατφόρμας που εμφανίζουν μεγαλύτερη τιμή SPBC, οδηγεί στην ενίσχυση της απόδοσης της CDN λύσης που προκύπτει, σε αντίθεση με τους αλγορίθμους που δεν χρησιμοποιούν την Κοινωνική Ανάλυση Δικτύων. Το γεγονός αυτό φαίνεται από την σύγκριση των αλγορίθμων SNA-VSP/SNA-GVSP με τον αλγόριθμο GS. Ο στόχος των SNA αλγορίθμων είναι η μεγιστοποίηση της μέσης τιμής του SPBC, το οποίο οδηγεί τους αλγορίθμους να επιλέξουν ένα μικρότερο αριθμό διακομιστών αναπαραγωγής, επαναχρησιμοποιώντας τους πιο “σημαντικούς” κόμβους της φυσικής υποδομής οδηγώντας ταυτόχρονα και σε μειωμένο κόστος Ενσωμάτωσης και Ανάπτυξης CDN. Παρατηρείται επίσης ότι η επιλογή κόμβων με μεγαλύτερο SPBC έχει ως αποτέλεσμα την δημιουργία μικρότερων διαδρομών σε σχέση με τον ευρετικό αλγόριθμο GS. Επιπλέον γίνεται εμφανές ότι και ο SNA-VSP και ο SNA-GVSP αλγόριθμος παρουσιάζουν παρόμοιο SPBC καθώς και οι δύο έχουν ως στόχο την μεγιστοποίηση της μέσης τιμής του SPBC των διακομιστών αναπαραγωγής που επιλέγονται. Παρόλα αυτά, η μεγιστοποίηση του SPBC δεν είναι ο μοναδικός στόχος για τον SNA-VSP, καθώς ταυτόχρονα ο αλγόριθμος μειώνει το κόστος ανάπτυξης του δικτύου λαμβάνοντας υπόψη τα κόστη αποθήκευσης, ανάκτησης και ενημέρωσης των κόμβων που επιλέγονται.

W-iLab.t: Μετρικά Στοιχεία Πραγματικού Χρόνου

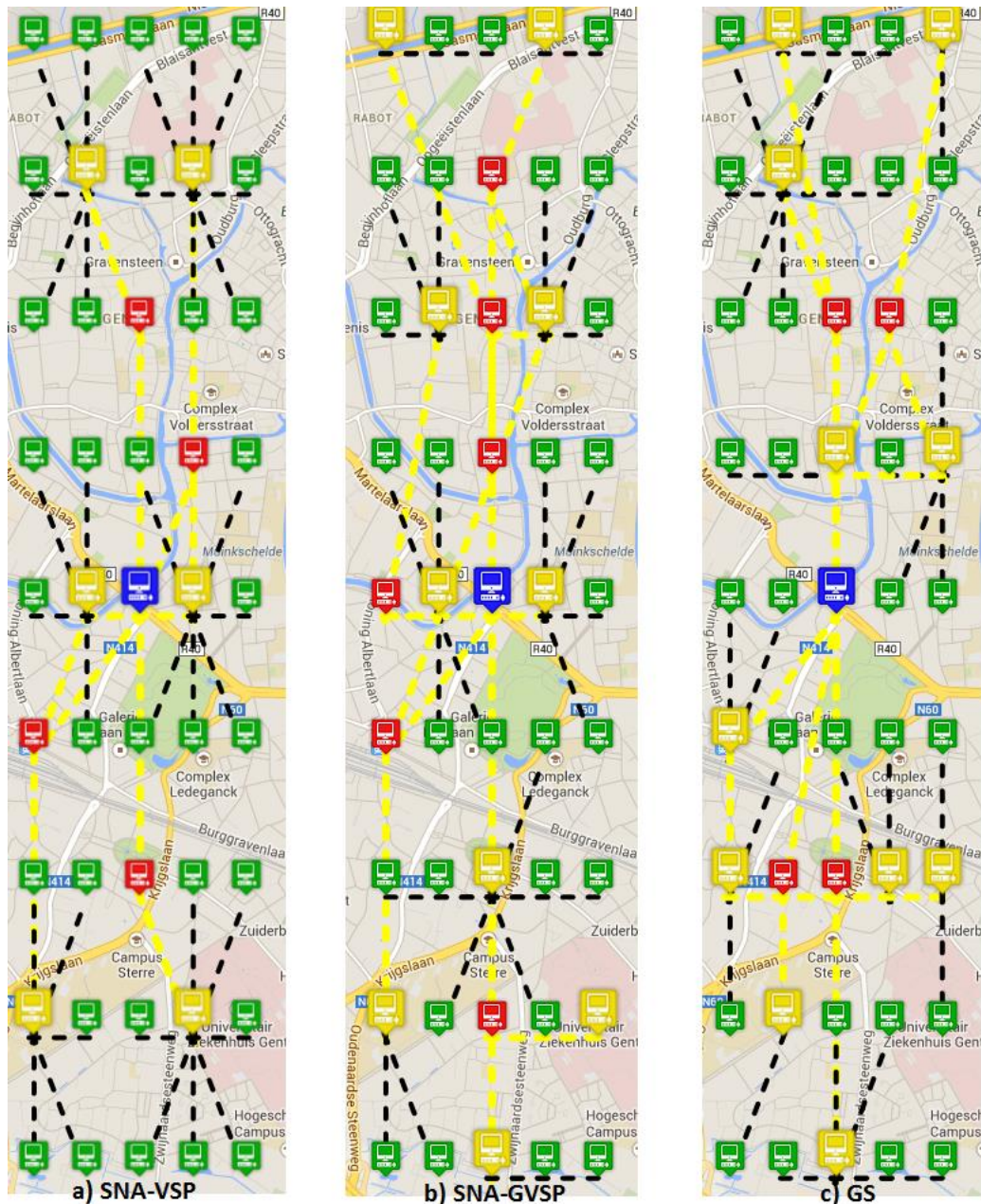
Μετά την εκτέλεση των φάσεων Μη Πραγματικού χρόνου και Σχεδίασης Πραγματικού χρόνου, η CDN τοπολογία που προκύπτει αποστέλλεται στον EC προκειμένου το δίκτυο να υλοποιηθεί και να αναπτυχθεί στην πειραματική πλατφόρμα. Τα μετρικά στοιχεία πραγματικού χρόνου για το πείραμα που εκτελείται παρουσιάζονται στον Πίνακα 7.4, ενώ οι CDN τοπολογίες που προκύπτουν από τους διαφορετικούς αλγορίθμους παρουσιάζονται στο Σχ. 7.3. Ο ρόλος των κόμβων μπορεί να καθοριστεί ανάλογα με το χρώμα τους. Για παράδειγμα οι κίτρινοι κόμβοι είναι οι διακομιστές αναπαραγωγής, οι κόκκινοι κόμβοι είναι οι διακομιστές μεταφοράς, οι τελικοί χρήστες παρουσιάζονται ως πράσινοι κόμβοι, ενώ ο μπλε κόμβος αποτελεί

Κεφάλαιο 7 – Πειραματική Ανάπτυξη και Εφαρμογή Δικτύων Διανομής Περιεχομένου Βασισμένα στην Ανάλυση Κοινωνικών Δικτύων

τον διακομιστή προέλευσης. Η μέση τιμή της Διεκπεραιωτικότητας και του μέσου φορτίου της CPU για τις διάφορες CDN τοπολογίες που εξετάζονται υπολογίζεται για μια χρονική περίοδο διάρκειας τεσσάρων λεπτών που αντιστοιχεί στην μέση χρονική διάρκεια του πολυμεσικού περιεχομένου που παρέχεται στον τελικό χρήστη. Η Διεκπεραιωτικότητα και το μέσο φορτίο της CPU των αλγορίθμων SNA-VSP και SNA-GVSP παρουσιάζονται σαν συγκριτικά ποσοστά διαφοράς σε σχέση με τις αντίστοιχες τιμές του GS.

Πίνακας 7.4 Μετρικά Αξιολόγησης Πραγματικού Χρόνου για το w-iLab.t

	SNA-VSP	SNA-GVSP	GS
Χρόνος Απόκρισης (sec)	1.71	2.42	3.52
Αιτήματα Χρηστών ανά Διακομιστή Αναπαραγωγής	7.33	4.4	4
Μέση Απόσταση ανά Διακομιστή Αναπαραγωγής (m)	5.97	5.98	6.06
Λόγος Επιτυχίας Ενδιάμεσης Μνήμης	0.45	0.31	0.20
Διεκπεραιωτικότητα	46.3	5.17	-
Φορτίο της CPU	2.47	0.2	-



Σχ. 7.3 W-iLab.t: Ανάπτυξη CDN δικτύου

Τα CDN δίκτυα υλοποιούνται σύμφωνα με τα αποτελέσματα της λύσης των αλγορίθμων τοποθέτησης διακομιστών αναπαραγωγής. Ο χρόνος απόκρισης σχετίζεται με το μήκος διαδρομής της κατανομής του περιεχομένου και (αντιστρόφως ανάλογα) με τον λόγο επιτυχίας ενδιάμεσης μνήμης. Παρατηρείται ότι ο SNA-VSP και SNA-GVSP εμφανίζουν χαμηλότερο χρόνο απόκρισης από τον αλγόριθμο GS. Συγκεκριμένα στον αλγόριθμο SNA-VSP όπου διακρίνεται μεγαλύτερη συγκέντρωση τελικών χρηστών συνδεδεμένων σε κάθε διακομιστή αναπαραγωγής, υπάρχει μεγαλύτερη πιθανότητα διαφορετικοί τελικοί χρήστες να ζητήσουν το ίδιο (αποθηκευμένο) περιεχόμενο. Για τον λόγο αυτό ο SNA-VSP παρουσιάζει αυξημένες τιμές λόγου επιτυχίας ενδιάμεσης μνήμης. Από την άλλη πλευρά, καθώς το μήκος της διαδρομής (Πίνακας 7.3) σχετίζεται με το πραγματικό μήκος των φυσικών διαδρομών

σε μέτρα, ο SNA-VSP αλγόριθμος εμφανίζει μικρότερη απόσταση συνολικού μήκους διαδρομής (SNA-VSP: 19.29m, SNA-GVSP: 23.07m, GS: 26.69m) εξαιτίας της καλύτερης επιλογής των διακομιστών αναπαραγωγής, το οποίο συντελεί και στην μείωση της μέσης απόστασης του τελικού χρήστη από τον διακομιστή αναπαραγωγής. Το μέσο φορτίο της CPU σχετίζεται με τον αριθμό των χρηστών που εξυπηρετούνται από κάθε διακομιστή αναπαραγωγής. Για αυτόν τον λόγο καθώς ο αριθμός των διακομιστών αναπαραγωγής μειώνεται (SNA-VSP), κάθε διακομιστής αναπαραγωγής εξυπηρετεί μεγαλύτερο αριθμό χρηστών οδηγώντας σε αυξημένες τιμές φορτίου CPU. Από την άλλη πλευρά, η Διεκπεραιωτικότητα σχετίζεται με την μέση απόσταση από τον διακομιστή αναπαραγωγής, οδηγώντας σε μεγαλύτερες μέσες τιμές για τον SNA-VSP.

Συνολικά, ο SNA-VSP υπερτερεί των υπόλοιπων ευρετικών αλγορίθμων (SNA-VSP, GS) όσον αφορά τα μετρικά στοιχεία που σχετίζονται με την σχεδίαση και ανάπτυξη του CDN δικτύου (π.χ. Κόστος Ανάπτυξης CDN, Κόστος Ενσωμάτωσης, Αριθμός Διακομιστών Αναπαραγωγής) καθώς και όσον αφορά την λειτουργία του CDN (π.χ. Χρόνος Απόκρισης, Λόγος Επιτυχίας Ενδιάμεσης Μνήμης, Διεκπεραιωτικότητα). Τα αποτελέσματα αναδεικνύουν την αποτελεσματικότητα της χρήσης πιο σύνθετων αλγορίθμων τοποθέτησης διακομιστών αναπαραγωγής όπως του SNA-VSP. Όπως είναι φυσικό ο μειωμένος αριθμός των Διακομιστών Αναπαραγωγής και το μικρό Μήκος Διαδρομής έχει ως αποτέλεσμα την μείωση του Κόστους Ανάπτυξης CDN και του κόστους ανάθεσης των φυσικών πόρων από τον πάροχο της πειραματικής πλατφόρμας. Επιπλέον θα πρέπει να τονιστεί ότι η υιοθέτηση των κοινωνικών χαρακτηριστικών κατά την επίλυση του προβλήματος τοποθέτησης διακομιστών αναπαραγωγής συνεισφέρει στην αύξηση της αποδοτικότητας της CDN λύσης που προκύπτει, όπως γίνεται αντιληπτό από την σύγκριση των αλγορίθμων SNA-VSP, SNA-GVSP με τον GS. Η πειραματική αξιολόγηση των αλγορίθμων τοποθέτησης διακομιστών ουσιαστικά επαληθεύει τα αποτελέσματα της προσομοίωσης που παρουσιάστηκαν στο προηγούμενο κεφάλαιο και αποδεικνύει την βελτίωση της απόδοσης του δικτύου κατά την πραγματική λειτουργία του.

7.4.2 Αξιολόγηση Επαναληψιμότητας

Προκειμένου να γίνει η επαλήθευση της ορθής και αποδοτικής λειτουργίας του πειράματος SAViNE πάνω από την πειραματική πλατφόρμα του w-iLab.t, θα πρέπει να εξασφαλιστεί ότι τα αποτελέσματα του πειράματος είναι αναπαραγώγιμα. Η επαναληψιμότητα αναδεικνύει την πεποίθηση ότι αν ένα πείραμα εκτελεστεί κάτω από τις ίδιες συνθήκες στο ίδιο περιβάλλον τα αποτελέσματα που προκύπτουν είναι κοινά (ASTM, 2013). Τα πειράματα που εκτελούνται (φάσεις πραγματικού/μη πραγματικού χρόνου και ανάπτυξης και λειτουργίας CDN) έχουν ως στόχο την απόδειξη της (Ganu, 2005):

- Χρονικής Επαναληψιμότητας : ένα σύνολο από πανομοιότυπα πειράματα (30) εκτελούνται κατά την διάρκεια μιας εβδομάδας καλύπτοντας διαφορετικές χρονικές στιγμές κατά την διάρκεια της ημέρας. Για κάθε πείραμα χρησιμοποιείται το ίδιο σύνολο κόμβων και ρυθμίσεων.
- Χωρικής Επαναληψιμότητας: Σε αυτήν την περίπτωση το πείραμα εκτελείται σε δύο διαφορετικές αλλά συμμετρικές τοπολογίες προκειμένου να διαπιστωθεί αν υπάρχουν επιδράσεις στην εκτέλεση του πειράματος σε διαφορετικό χώρο της πειραματικής πλατφόρμας.

Για την εκτέλεση των πειραμάτων και την διαπίστωση της επαναληψιμότητας Χρησιμοποιείται ο αλγόριθμος SNA-VSP.

Χρονική Επαναληψιμότητα

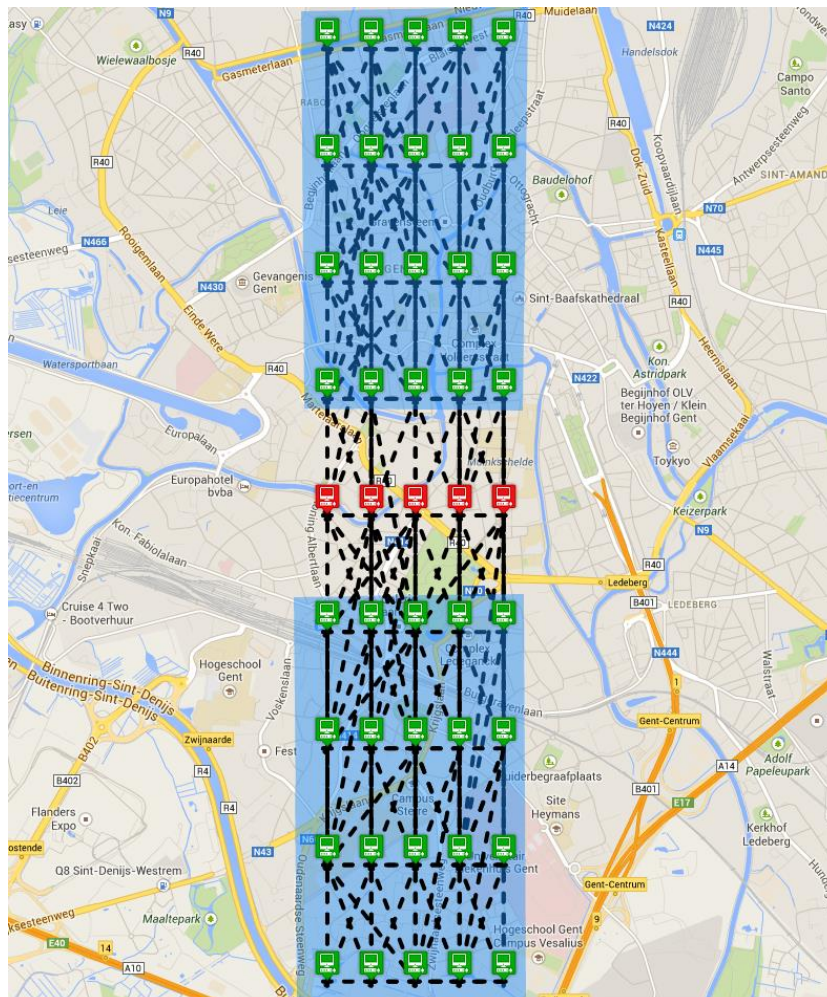
Το πείραμα εκτελείται στις εγκαταστάσεις της Zwijnaarde πειραματικής πλατφόρμας του w-iLab.t ενώ οι ρυθμίσεις παραμένουν ίδιες με το πείραμα που εκτελέστηκε και για την επαλήθευση της λειτουργίας της προηγούμενης υπό-ενότητας. Στην συνέχεια, ακολουθεί η παρουσίαση των αποτελεσμάτων των 30 δοκιμών που εκτελέστηκαν κατά την διάρκεια μιας εβδομάδας. Τα αποτελέσματα της φάσης Μη Πραγματικού Χρόνου και της φάσης Σχεδίασης Πραγματικού χρόνου είναι ίδια με αυτά που παρουσιάστηκαν στην προηγούμενη ενότητα και για αυτόν τον λόγο δεν παρατίθενται στην ενότητα αυτή. Προκειμένου όμως να γίνει η σύγκριση των αποτελεσμάτων της φάσης Ανάπτυξης και Λειτουργίας του CDN ώστε να αποδειχθεί η επαναληψιμότητα των πειραμάτων χρησιμοποιείται η στατιστική ανάλυση δεδομένων ANOVA, υποθέτοντας ότι εξασφαλίζονται οι υποθέσεις της κανονικότητας και της ομοιογένειας της διασποράς των τιμών που προκύπτουν (Rice, 2007). Η ανάλυση ANOVA αποτελεί την ανάλυση της διασποράς (ANalysis Of Variance – ANOVA) και χρησιμοποιείται για την σύγκριση των μέσων τιμών μεταξύ δύο η περισσότερων ανεξάρτητων ομάδων τιμών. Η μηδενική υπόθεση υποδεικνύει ότι οι μέσες τιμές των ομάδων είναι ίσες. Στην συγκεκριμένη περίπτωση θεωρείται ότι υπάρχουν 30 ομάδες, που αντιστοιχούν στα 30 πειράματα που εκτελούνται. Ο στατιστικός έλεγχος που πραγματοποιείται είναι ο F-έλεγχος (F-test). Μια μικρή τιμή για την p μεταβλητή ($p - value$) δηλώνει ότι η μηδενική υπόθεση απορρίπτεται σε σχέση με την εναλλακτική υπόθεση (alternative hypothesis). Η κρίσιμη τιμή της μεταβλητής p προκειμένου να γίνει δεκτή ή να απορριφθεί η μηδενική υπόθεση τίθεται ίση με 0.05. Τέσσερις ANOVA έλεγχοι πραγματοποιούνται, ένας για κάθε διαφορετικό μετρικό στοιχείο πραγματικού χρόνου που εξετάζεται (μέσο φορτίο CPU, μέση Διεκπαιωτικότητα, μέσος Χρόνος Απόκρισης και μέσο SNR). Τα αποτελέσματα της ANOVA ανάλυσης παρουσιάζονται στον Πίνακα 7.5. Σύμφωνα με τα αποτελέσματα αυτά, παρέχεται η κατάλληλη απόδειξη με επίπεδο σημαντικότητας 0.05 ότι η μηδενική υπόθεση ισχύει. Έτσι τα αποτελέσματα από τα πειράματα που εκτελούνται σε διαφορετικές χρονικές στιγμές δεν εμφανίζουν σημαντικές στατιστικές διαφορές. Για τον λόγο αυτό το πείραμα SAViNE κρίνεται ότι είναι επαναλήψιμο πάνω από την πειραματική πλατφόρμα του w-iLab.t.

Πίνακας 7.5 Χρονική Επαναληψιμότητα – Μετρικά Στοιχεία Πραγματικού Χρόνου

	F	P-value	F crit
Φορτίο CPU	0.00501221	1	1.472993464
Διεκπεραιωτικότητα	0.383495729	0.998865133	1.469073451
Χρόνος Απόκρισης	0.016543423	1	1.476323778
SNR	0.056285158	1	1.477756452

Χωρική Επαναληψιμότητα

Προκειμένου να εξεταστεί αν το SAViNE πείραμα εξάγει παρόμοια αποτελέσματα σε δύο διαφορετικά σύνολα από κόμβους, επιλέγονται δύο διαφορετικές τοπολογίες (υπόστρωμα I και II) όπως φαίνεται στο Σχ. 7.4. Σε κάθε πείραμα θεωρούμε ότι οι κόμβοι δεν δέχονται παρεμβολές στην επικοινωνία από τους υπόλοιπους κόμβους της πειραματικής πλατφόρμας.



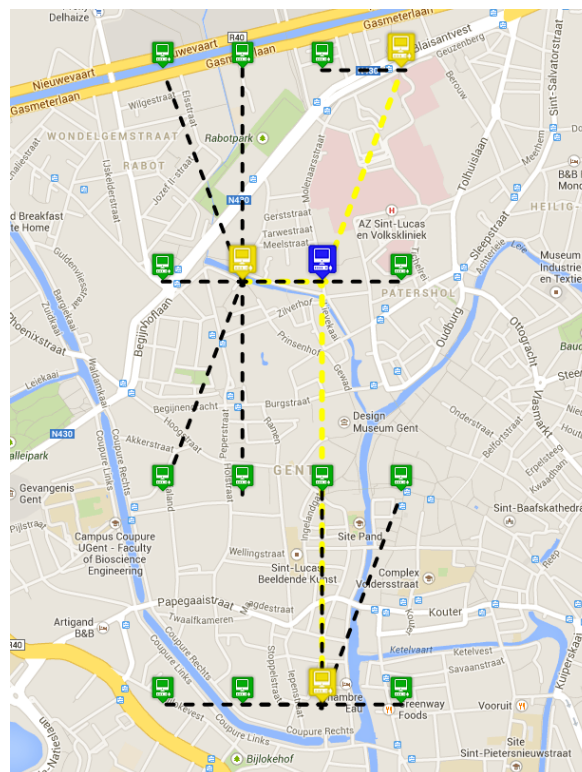
Σχ. 7.4 Χωρική Επαναληψιμότητα: Συμμετρικές τοπολογίες υποστρώματος I και II στο wilab.t.

Από τα αποτελέσματα του Πίνακα 7.6 γίνεται φανερό ότι ο αλγόριθμος παρέχει την ίδια CDN λύση για τις δύο συμμετρικές τοπολογίες κατά την διάρκεια της φάσης Μη Πραγματικού Χρόνου και Σχεδίασης Πραγματικού Χρόνου.

Πίνακας 7.6 Χωρική Επαναληψιμότητα – Μετρικά Στοιχεία Μη Πραγματικού Χρόνου

	SNA-VSP Τοπολογία I	SNA-VSP Τοπολογία II
Κόστος Ενσωμάτωσης (%)	-	0
Κόστος Ανάπτυξης CDN (%)	-	0
Αριθμός Διακομιστών Αναπαραγωγής	3	3
Μήκος Διαδρομής SPBC	1.8	1.8
	0.083	0.083

Το Σχ. 7.5 παρουσιάζει την γραφική αναπαράσταση της λύσης τοποθέτησης διακομιστών αναπαραγωγής η οποία είναι ίδια και για τις δύο συμμετρικές τοπολογίες. Η πανομοιότυπη λύση που παρέχεται και για τις δύο τοπολογίες αποτελείται από τρεις διακομιστές αναπαραγωγής με το ίδιο μέσο μήκος διαδρομής του περιεχομένου, το οποίο έχει ως αποτέλεσμα να προκύπτει το ίδιο Κόστος Ενσωμάτωσης και Ανάπτυξης του CDN.



Σχ. 7.5 Χωρική Επαναληψιμότητα – Ανάπτυξη CDN στο w-iLab.t

Προκειμένου να συγκριθεί αν τα αποτελέσματα της φάσης Ανάπτυξης και Λειτουργίας του CDN δικτύου είναι επαναλήψιμα υιοθετούνται ο (i) αμφίπλευρος z-έλεγχος (two-tailed z-test) για το φορτίο της CPU και την Διεκπεραιωτικότητα όπου ο αριθμός των δειγμάτων είναι αρκετά μεγάλος και (ii) ο t-έλεγχος κατά ζεύγη (paired t-test) για την Χρονική Απόκριση και το SNR, δεδομένου ότι οι απαιτούμενες υποθέσεις ισχύουν. Όσον αφορά το φορτίο της CPU και την Διεκπεραιωτικότητα η μηδενική υπόθεση δηλώνει ότι η μέση τιμή για τις δύο ομάδες τιμών (πειράματα) είναι όμοιες και οι διαφορές είναι εξαιτίας τυχαίων παραγόντων. Τα αποτελέσματα του z-test με επίπεδο σημαντικότητας $\alpha = 0.05$ παρέχονται στον Πίνακα 7.7. Οι τιμές z που υπολογίζονται και για τις δύο μεταβλητές κυμαίνονται στο διάστημα $[-1.96, 1.96]$ ($p > 0.05$), με αποτέλεσμα η μηδενική υπόθεση να μην μπορεί να απορριφθεί. Επομένως το SAViNE πείραμα είναι χωρικά επαναλήψιμο. Όσον αφορά τον χρόνο απόκρισης και το SNR εξασφαλίζεται επίσης η μηδενική υπόθεση. Τα αποτελέσματα των t-tests με επίπεδο σημαντικότητας $\alpha = 0.05$ παρέχονται στον Πίνακα 7.8. Αντίστοιχα οι t τιμές που προκύπτουν και για τις δύο εξεταζόμενες μεταβλητές κυμαίνονται στο κατάλληλο διάστημα τιμών ($p > 0.05$), επομένως η μηδενική υπόθεση ισχύει. Συνεπώς αποδεικνύεται ότι το πείραμα SAViNE είναι επαναλήψιμο πάνω από συμμετρικές τοπολογίες για την πειραματική πλατφόρμα του w-iLab.t.

Πίνακας 7.7 Χωρική Επαναληψιμότητα – Μετρικά Στοιχεία Πραγματικού Χρόνου z-test

	z	P(Z<=z) two tail	z Critical Two Tail
Φορτίο CPU	0.040192878	0.967939356	1.959963985
Διεκπεραιωτικότητα	-0.099154142	0.921015885	1.959963985

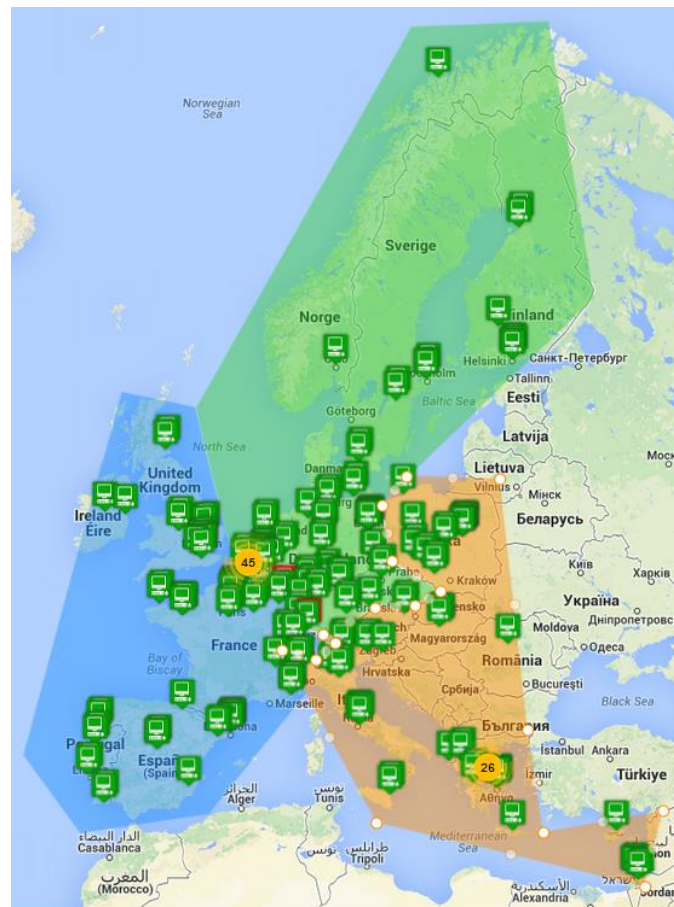
Πίνακας 7.8 Χωρική Επαναληψιμότητα – Μετρικά Στοιχεία Πραγματικού Χρόνου t-test

	t	P(T<=t) two tail	t Critical Two Tail
Χρόνος Απόκρισης	0.508503227	0.61508386	2.048407142
SNR	-1.121891225	0.274004776	2.073873068

7.4.3 Επαλήθευση Κλιμάκωσης

Η αξιολόγηση του πειράματος SAViNE ολοκληρώνεται με την επαλήθευση της ορθής λειτουργίας του πλαισίου εργασίας σε ένα περιβάλλον πειραματισμού μεγάλης κλίμακας. Λαμβάνοντας υπόψη τους περιορισμούς που εισάγονται από τις ασύρματες πειραματικές πλατφόρμες (όπως το w-iLab.t) για τον αριθμό των διαθέσιμων κόμβων, χρησιμοποιείται η πειραματική πλατφόρμα PlanetLab Europe (PLE).

Η πλατφόρμα του PlanetLab υποστηρίζει ένα σύστημα εξομοίωσης το οποίο ονομάζεται dummynet (Carbone, 2011) και διευκολύνει την αναπαραγωγή των κατάλληλων συνθηκών δικτύου για την δημιουργία μιας ασύρματης εξομοίωσης. Στα πλαίσια του SAViNE πειράματος το dummynet χρησιμοποιείται για την εξομοίωση ενός ασύρματου περιβάλλοντος μεγάλης κλίμακας, με παρόμοια χαρακτηριστικά με την w-iLab.t πειραματική πλατφόρμα. Η πλατφόρμα PLE υποστηρίζει το dummynet σαν μονάδα kernel σε όλους τους κόμβους, και μπορεί να ρυθμιστεί κατάλληλα για κάθε κόμβο του πειράματος μέσω ενός εργαλείου γραμμής εντολών. Τα μετρικά στοιχεία μη πραγματικού και πραγματικού χρόνου για την αξιολόγηση της CDN λύσης υπολογίζονται για ένα αυξανόμενο σύνολο τελικών χρηστών (100-200 με βήμα 50). Η περιοχή που καλύπτει το PlanetLab, χωρίζεται σε τρεις τομείς όπως φαίνεται και στο Σχ. 7.6. Συγκεκριμένα δημιουργείται ένας ανατολικός, δυτικός και βόρειος τομέας καθένας από τους οποίους διαθέτει περίπου 50 κόμβους. Ο Πίνακας 7.9 παρέχει πληροφορίες σχετικά με τις χώρες και τον αριθμό των κόμβων που περιέχει ο κάθε τομέας. Σε κάθε τομέα οι κόμβοι συνδέονται με μια πιθανότητα 30% για την δημιουργία ενός πειραματικού περιβάλλοντος εξομοίωσης πολλαπλών αλμάτων όμοιο με αυτό της πειραματικής πλατφόρμας w-iLab.t.



Σχ. 7.6 Τομείς PlanetLab

Πίνακας 7.9 Επαλήθευση Κλιμάκωσης – Χώρες / Τομείς / Αριθμός Κόμβων – Πλατφόρμα PlanetLab

	Ανατολικός	Δυτικός	Βόρειος
	Πολωνία (17)	Ισπανία (8)	Γερμανία (28)
	Ιταλία (9)	Γαλλία (22)	Φινλανδία (5)
	Ισραήλ (4)	Αγγλία (11)	Βέλγιο (8)
	Ελλάδα (13)	Πορτογαλία (3)	Τσεχία (2)
	Ουγγαρία (3)	Ιρλανδία (3)	Σουηδία (4)
	Αυστρία (4)	Ελβετία (7)	Δανία (2)
	Κύπρος (1)		Ολλανδία (1)
Σύνολο	51	54	50

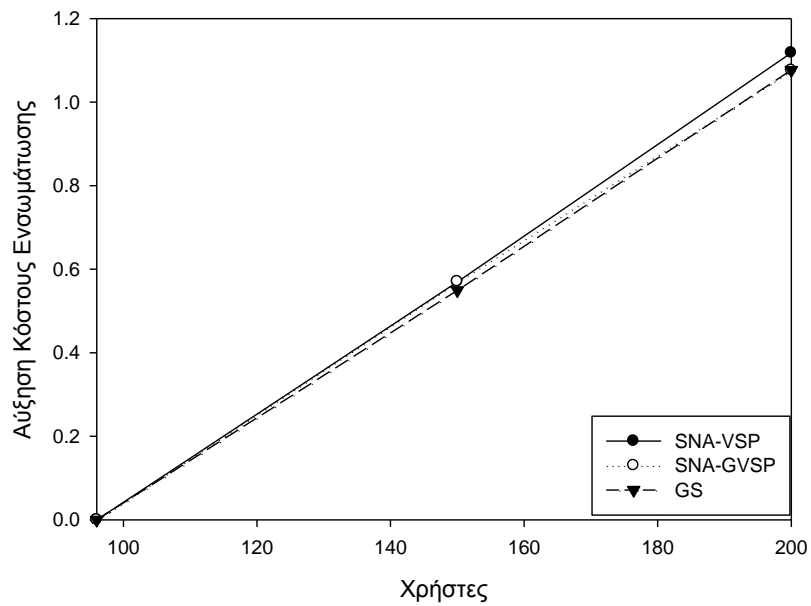
Αντίστοιχα με την περίπτωση της Επαλήθευσης Λειτουργίας και σε αυτήν την ενότητα αξιολόγησης χρησιμοποιούνται οι ίδιοι παράμετροι εισόδου (π.χ. συμπεριφορά αιτήσεων των τελικών χρηστών). Ο Πίνακας 7.10 παρέχει επιπλέον πληροφορίες, σχετικά με το κάθε πείραμα που εκτελείται (συνολικά εκτελούνται 9 πειράματα).

Πίνακας 7.10 Επαλήθευση Κλιμάκωσης – Ρύθμιση Πειραμάτων σε w-iLab.t/PlanetLab

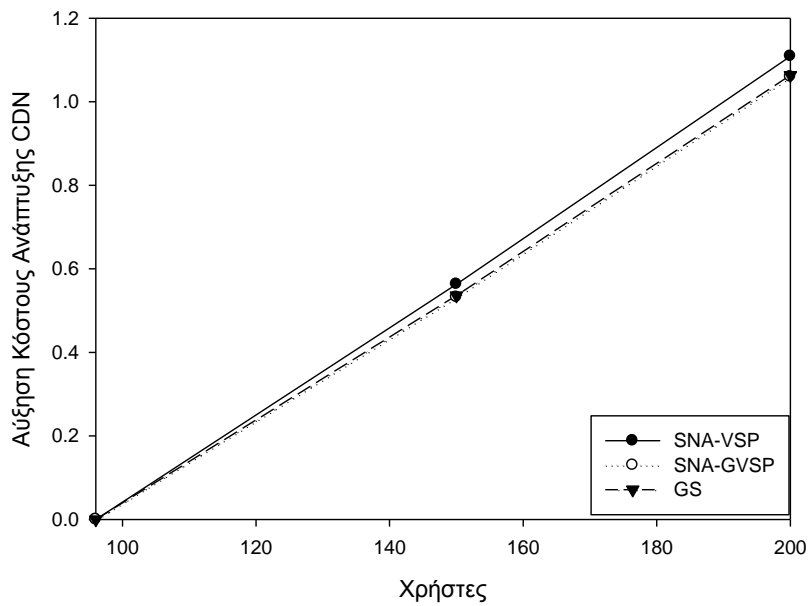
Πείραμα	Κόμβοι	Διακομιστής προέλευσης / RRDM
1-3	96 Κόμβοι: w-iLab.t και ανατολικός τομέας PlanetLab	planet1.elte.hu
4-6	150 Κόμβοι: w-iLab.t και ανατολικός, δυτικός τομέας PlanetLab	planetlab-1.imag.fr
7-9	200 Κόμβοι: w-iLab.t και ανατολικός, δυτικός, βόρειος τομέας PlanetLab	planetlab-1.imag.fr

w-iLab.t/PlanetLab Μετρικά Στοιχεία Μη Πραγματικού Χρόνου

Εκτελώντας τους διάφορους αλγορίθμους στο νέο αυτό περιβάλλον προκύπτει ένα νέο σύνολο αποτελεσμάτων μη πραγματικού χρόνου. Συγκεκριμένα η αύξηση του Κόστους Ενσωμάτωσης και του Κόστους Ανάπτυξης CDN φαίνεται στα Σχ. 7.7-7.8. Τα αποτελέσματα από τα κόστη Ενσωμάτωσης και Ανάπτυξης CDN για τους αλγορίθμους SNA-GVSP και GS παρουσιάζονται σαν ποσοστό διαφοράς από τις αντίστοιχες τιμές του SNA-VSP στον Πίνακα 7.12. Επιπλέον ο αριθμός των Διακομιστών Αναπαραγωγής της CDN λύσης που προκύπτει παρουσιάζονται στον Πίνακα 7.11 και για τους τρεις αλγορίθμους.



Σχ. 7.7 Επαλήθευση Κλιμάκωσης: Μετρικά Στοιχεία μη Πραγματικού Χρόνου - Αύξηση Κόστους Ενσωμάτωσης



Σχ. 7.8 Επαλήθευση Κλιμάκωσης: Μετρικά Στοιχεία μη Πραγματικού Χρόνου - Αύξηση Κόστους Ανάπτυξης CDN

Πίνακας 7.11 Επαλήθευση Κλιμάκωσης: Μετρικά Στοιχεία μη Πραγματικού Χρόνου - Αριθμός Διακομιστών Αναπαραγωγής

Χρήστες	SNA-VSP	SNA-GVSP	GS
96	12	21	24
150	19	32	36
200	26	42	49

Πίνακας 7.12 Επαλήθευση Κλιμάκωσης: Μετρικά Στοιχεία μη Πραγματικού Χρόνου - Κόστος Ενσωμάτωσης και Ανάπτυξης CDN Διακομιστών Αναπαραγωγής

Χρήστες	Κόστος Ενσωμάτωσης (%)		Κόστος Ανάπτυξης CDN (%)	
	SNA-GVSP	GS	SNA-GVSP	GS
96	21.77	27.36	24.30	30.39
150	21.70	25.73	24.25	28.12
200	19.38	24.87	21.12	27.60

Όπως ήταν αναμενόμενο και οι τρεις αλγόριθμοι εμφανίζουν μια γραμμική αύξηση στα κόστη σε σχέση με τον αριθμό των χρηστών, καθώς οι τομείς του PlanetLab που προστίθενται κάθε φορά είναι παρόμοιοι σε σχέση με τον αριθμό των κόμβων που περιέχουν και την συνδεσιμότητα τους. Η απόκλιση στην αύξηση του κόστους που παρατηρείται ανάμεσα στους αλγορίθμους σχετίζεται με την υποκείμενη φυσική τοπολογία. Όπως και στην περίπτωση της επαλήθευσης σωστής λειτουργίας, ο SNA-VSP αλγόριθμος εμφανίζει μικρότερα κόστη (Πίνακας 7.12) κυρίως γιατί χρησιμοποιεί μικρότερο αριθμό διακομιστών αναπαραγωγής (Πίνακας 7.11).

w-iLab.t/PlanetLab Μετρικά Στοιχεία Πραγματικού Χρόνου

Η CDN τοπολογία που προκύπτει στην συνέχεια υλοποιείται στις πειραματικές πλατφόρμες w-iLab.t και PlanetLab. Τα μετρικά στοιχεία πραγματικού χρόνου για τα πειράματα που εκτελούνται παρουσιάζονται στους Πίνακες 7.13 - 7.15. Η μέση τιμή του φορτίου CPU για τους διαφορετικούς αλγορίθμους υπολογίζεται για μια χρονική διάρκεια τεσσάρων λεπτών που είναι και η μέση διάρκεια του πολυμεσικού περιεχομένου που διανέμεται. Το φορτίο της CPU για τους αλγορίθμους SNA-VSP και SNA-GVSP παρουσιάζεται ως συγκριτικό ποσοστό διαφοράς σε σχέση με τον GS αλγόριθμο.

Πίνακας 7.13 Επαλήθευση Κλιμάκωσης: Μετρικά Στοιχεία Πραγματικού Χρόνου – 96 Κόμβοι

	SNA-VSP	SNA-GVSP	GS
Χρόνος Απόκρισης (sec)	2.03	2.52	3.80
Αιτήματα Χρηστών ανά Διακομιστή Αναπαραγωγής	7.83	4.47	3.91
Λόγος Επιτυχίας Ενδιάμεσης Μνήμης	0.50	0.37	0.28
Φορτίο της CPU (%)	12.79	3.4	-

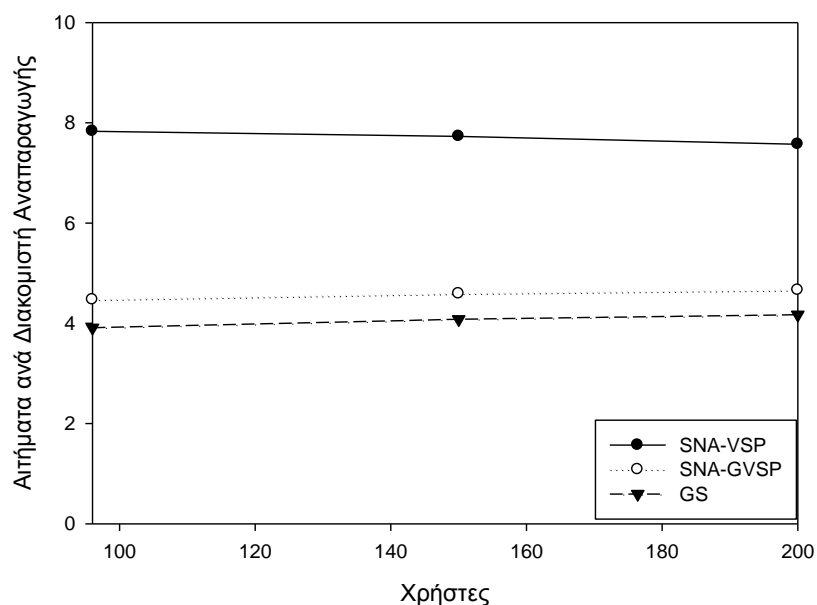
Πίνακας 7.14 Επαλήθευση Κλιμάκωσης: Μετρικά Στοιχεία Πραγματικού Χρόνου – 150 Κόμβοι

	SNA-VSP	SNA-GVSP	GS
Χρόνος Απόκρισης (sec)	2.57	3.17	4.32
Αιτήματα Χρηστών ανά Διακομιστή Αναπαραγωγής	7.73	4.59	4.08
Λόγος Επιτυχίας Ενδιάμεσης Μνήμης	0.52	0.38	0.31
Φορτίο της CPU (%)	12.43	3.0	-

Πίνακας 7.15 Επαλήθευση Κλιμάκωσης: Μετρικά Στοιχεία Πραγματικού Χρόνου – 200 Κόμβοι

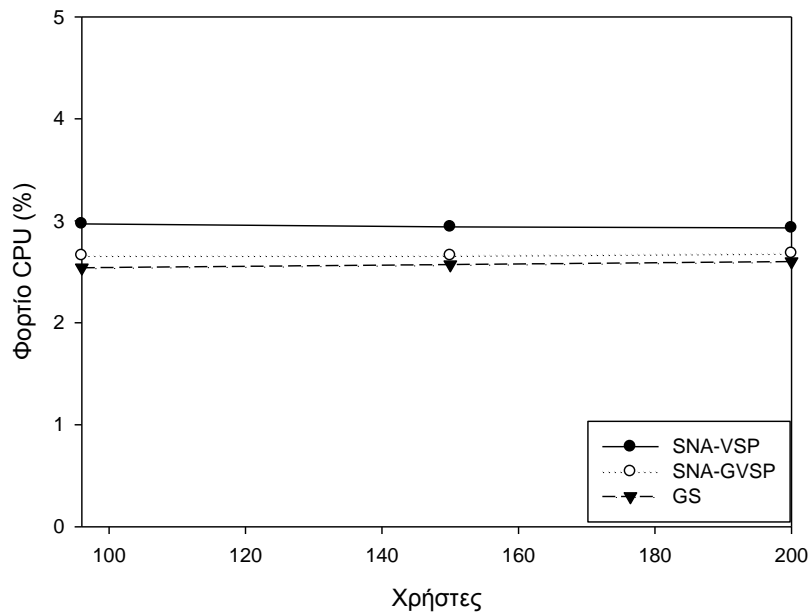
	SNA-VSP	SNA-GVSP	GS
Χρόνος Απόκρισης (sec)	2.66	3.28	4.40
Αιτήματα Χρηστών ανά Διακομιστή Αναπαραγωγής	7.57	4.66	4.17
Λόγος Επιτυχίας Ενδιάμεσης Μνήμης	0.52	0.38	0.31
Φορτίο της CPU (%)	11.52	3.2	-

Ο αλγόριθμος SNA-VSP παρουσιάζει μεγαλύτερη συγκέντρωση τελικών χρηστών ανά διακομιστή αναπαραγωγής (Αιτήματα Χρηστών ανά Διακομιστή Αναπαραγωγής, Πίνακες 7.13 - 7.15) και μικρότερο αριθμό διακομιστών αναπαραγωγής (Πίνακας 7.11). Παρόλα αυτά η αύξηση στον αριθμό των χρηστών (Σχ. 7.9) για όλους τους αλγορίθμους δεν έχει κάποια επίδραση στα αποτελέσματα καθώς υπάρχει μια γραμμική αύξηση του αριθμού των διακομιστών αναπαραγωγής με την αύξηση των χρηστών, αποδεικνύοντας τις ικανότητες κλιμάκωσης του πειράματος. Επιπλέον, όταν υπάρχει μεγαλύτερη συγκέντρωση τελικών χρηστών σε κάθε διακομιστή αναπαραγωγής, αυξάνονται και οι πιθανότητες δύο ή περισσότεροι χρήστες να ζητήσουν ένα περιεχόμενο το οποίο ήδη υπάρχει στον διακομιστή αναπαραγωγής. Επομένως, ο Λόγος Επιτυχίας Ενδιάμεσης Μνήμης ακολουθεί παρόμοια συμπεριφορά με το μετρικό στοιχείο των Αιτημάτων Χρηστών ανα Διακομιστή Αναπαραγωγής και για τις τρεις περιπτώσεις πειραμάτων.



Σχ. 7.9 Επαλήθευση Κλιμάκωσης: Μετρικά Στοιχεία Πραγματικού Χρόνου – Αιτήματα Χρηστών ανά Διακομιστή Αναπαραγωγής

Το φορτίο CPU, όπως και στην περίπτωση με μια πειραματική πλατφόρμα, σχετίζεται με τον αριθμό των διακομιστών αναπαραγωγής και με τον αριθμό των χρηστών που εξυπηρετούνται από κάθε διακομιστή αναπαραγωγής. Καθώς ο αριθμός των διακομιστών αναπαραγωγής μειώνεται (SNA-VSP), θα πρέπει να εξυπηρετούν περισσότερους χρήστες ταυτόχρονα με αποτέλεσμα να παρατηρείται μεγαλύτερο φορτίο CPU (Πίνακες 7.13 – 7.15). Για αυτόν τον λόγο ο SNA-VSP παρουσιάζει μεγαλύτερες τιμές χρησιμοποίησης CPU σε σχέση με τους άλλους δύο αλγόριθμους. Επιπλέον, το φορτίο της CPU παραμένει σχεδόν σταθερό σε σχέση με τον αριθμό των χρηστών (Σχ. 7.10) καθώς κάθε φορά εισάγεται ένας τομέας/τοπολογία με παρόμοια χαρακτηριστικά.



Σχ. 7. 10 Επαλήθευση Κλιμάκωσης: Μετρικά Στοιχεία Πραγματικού Χρόνου – Φορτίο CPU

Όσον αφορά τον χρόνο απόκρισης είναι χαμηλότερος στην περίπτωση των αλγορίθμων SNA-VSP και SNA-GSVSP σε σχέση με τον GS. Επιπλέον οι μέσες τιμές που προκύπτουν σχετίζονται με την CDN τοπολογία που προκύπτει και ανάλογα με τους σχεδιαστικούς στόχους που έχουν οριστεί (π.χ. μέγιστη απόσταση δρομολόγησης ενός άλματος μεταξύ του τελικού χρήστη και του διακομιστή αναπαραγωγής, έκταση της γεωγραφικής περιοχής πειραματισμού κ.λπ.). Για αυτόν τον λόγο παρατηρείται μια μικρή αύξηση στον χρόνο απόκρισης καθώς μεγαλώνει η περιοχή πειραματισμού.

Συνολικά, από την αξιολόγηση της απόδοσης του πειράματος SAViNE πάνω από την υβριδική τοπολογία w-iLab.t/PlanetLab, γίνεται αντιληπτή η δυνατότητα κλιμάκωσης του προτεινόμενου αλγορίθμου SNA-VSP (μετρικά στοιχεία μη πραγματικού χρόνου), που επαληθεύεται και από την λύση του CDN που προκύπτει (μετρικά στοιχεία πραγματικού χρόνου). Ο αλγόριθμος SNA-VSP καταφέρνει να μειώσει το κόστος ανάπτυξης του CDN σε σχέση με τους αλγορίθμους SNA-GVSP και GS, ενώ το συγκεκριμένο μετρικό στοιχείο παρουσιάζει επίσης γραμμική συμπεριφορά με τον αριθμό των χρηστών. Επιπρόσθετα, τα λειτουργικά χαρακτηριστικά της σχεδίασης του CDN δικτύου, παρέχουν την απαραίτητη διαβεβαίωση ότι ο SNA-VSP επιλέγει πιο αποδοτικά τους κατάλληλους διακομιστές αναπαραγωγής για την εξυπηρέτηση των τελικών χρηστών, ενισχύοντας την λειτουργικότητα του δικτύου.

Κεφάλαιο 8 – Ενεργειακά Ενήμερη Ενσωμάτωση Εικονικών Δικτύων

Η εικονικοποίηση και το υπολογιστικό νέφος έχουν αναδειχθεί σε τεχνολογίες αιχμής για την δημιουργία και παροχή υπηρεσιών πάνω από το Διαδίκτυο του Μέλλοντος. Παρόλα αυτά, η υπερβολική ανάπτυξη των τεχνολογιών αυτών έχει οδηγήσει σε μια σημαντική αύξηση της κατανάλωσης ισχύος με σημαντικές περιβαλλοντικές και λειτουργικές συνέπειες. Για αυτόν τον λόγο, τα τελευταία χρόνια η προσοχή έχει στραφεί στην βελτιστοποίηση της κατανάλωσης ενέργειας των πόρων της φυσικής υποδομής, με σκοπό την μείωση των αποτυπωμάτων άνθρακα αλλά και των λειτουργικών εξόδων. Για την αντιμετώπιση του προβλήματος αυτού, η διαχείριση των πόρων του κέντρου δεδομένων της υποδομής θα πρέπει να γίνει με έναν ενεργειακά αποδοτικό τρόπο. Στο κεφάλαιο αυτό αρχικά παρουσιάζουμε τις κύριες οντότητες που ευθύνονται για την κατανάλωση ενέργειας σε ένα περιβάλλον εικονικοποίησης / δικτυακού υπολογιστικού νέφους, οι οποίες βασίζονται σε συγκεκριμένους τύπους πόρων, παρέχοντας επίσης και τα αντίστοιχα αναλυτικά ενεργειακά μοντέλα κατανάλωσης. Στην συνέχεια αναγνωρίζονται οι μεθοδολογίες για την αύξηση της ενεργειακής απόδοσης στο NCE όσον αφορά την κατανομή και παροχή των πόρων. Τέλος, προτείνεται μια μέθοδος για την ενεργειακά αποδοτική ενσωμάτωση εικονικών δικτύων χρησιμοποιώντας την μέθοδο δυναμικής ενοποίησης διακομιστών με περιοδική μεταφορά εικονικών μηχανημάτων. Ο αλγόριθμος επαληθεύεται με την αποτίμηση της απόδοσης του μέσω κατάλληλων προσομοιώσεων, ενώ συγκρίνεται τόσο με ενεργειακά όσο και μη ενεργειακά ενήμερες μεθόδους, χρησιμοποιώντας ένα σύνολο από μετρικά στοιχεία τόσο για την κατανάλωση ισχύος όσο και για την αποτελεσματικότητα της αντιστοίχισης πόρων.

8.1 Εισαγωγή

Η τεχνολογία της εικονικοποίησης και του υπολογιστικού νέφους έχει αναδειχθεί σε κύριο υπολογιστικό παράδειγμα, διανέμοντας αξιόπιστες υπηρεσίες μέσω κέντρων δεδομένων επόμενης γενιάς τα οποία βασίζονται στις τεχνολογίες εικονικοποίησης υπολογιστικών και αποθηκευτικών πόρων. Όπως αναφέρθηκε και σε προηγούμενα κεφάλαια στόχος είναι η δημιουργία ενός ελαστικού συνόλου εικονικών πόρων, ώστε να μπορούν να παρέχονται οι κατάλληλες υπηρεσίες πάνω από το Διαδίκτυο.

Αυτή η μετακίνηση της παροχής υπηρεσιών και εφαρμογών στις τεχνολογίες εικονικοποίησης και υπολογιστικού νέφους έχει συντελέσει στην δημιουργία μιας μεγάλης κλίμακας κέντρων δεδομένων ανά τον κόσμο, με υποδομές που περιλαμβάνουν χιλιάδες υπολογιστικούς διακομιστές. Αυτή η υπερβολική ανάπτυξη των τεχνολογιών αυτών έχει οδηγήσει σε μια άνευ προηγουμένου αύξηση στην κατανάλωση ισχύος με καταστρεπτικές οικολογικές και λειτουργικές συνέπειες. Έχει

παρατηρηθεί ότι η ηλεκτρική κατανάλωση στα κέντρα δεδομένων είναι μεταξύ των ταχύτερα αναπτυσσόμενων πηγών της παγκόσμιας ζήτησης (Pedram, 2012). Το 2012 μόνο, τα κέντρα δεδομένων ανά τον κόσμο, ήταν υπεύθυνα για το 1.3% της ηλεκτρικής κατανάλωσης παγκοσμίως (Buckley, 2012). Για αυτόν τον λόγο τα τελευταία χρόνια, η προσοχή έχει στραφεί στην βελτιστοποίηση της ενεργειακής κατανάλωσης στα κέντρα δεδομένων. Ο στόχος πίσω από την δημιουργία “πράσινων” κέντρων δεδομένων είναι η μείωση των αποτυπωμάτων άνθρακα καθώς και των λειτουργικών εξόδων.

Μια κατεύθυνση προς την δημιουργία πράσινων τεχνολογιών, είναι η βελτιστοποίηση της ενεργειακής απόδοσης σε επίπεδο υλικού. Για παράδειγμα, το Facebook έχει ήδη ξεκινήσει ένα πρόγραμμα με στόχο την μείωση της κατανάλωσης ισχύος μέσω κατάλληλου υλικού κέντρων δεδομένων (Opencompute, 2014). Για να πραγματοποιηθεί όμως αυτό, θα πρέπει πρώτα η διαχείριση των πόρων των υποδομών να γίνει με ενεργειακά αποδοτικό τρόπο. Καθώς η εικονικοποίηση αποτελεί την κύρια τεχνολογία για την παροχή πόρων κατά απαίτηση κατάλληλα προσαρμοσμένων στις ανάγκες των χρηστών, η κατανομή πόρων έχει γίνει αναπόσπαστο κομμάτι για την σωστή διαχείριση των κέντρων δεδομένων. Οι στρατηγικές κατανομής πόρων βασίζονται σε μεγάλο βαθμό σε περιορισμούς που σχετίζονται με την χωρητικότητα του διακομιστών, την χωρητικότητα σε εύρος ζώνης και την ανοχή σε σφάλματα των υποδομών. Έτσι οι πόροι του εικονικοποιημένου περιβάλλοντος θα πρέπει να κατανεμηθούν αποδοτικά ως προς την κατανάλωση της ενέργειας, ικανοποιώντας τις απαιτήσεις των χρηστών, οι οποίες εκφράζονται με την μορφή Συμφωνητικού Παροχής Υπηρεσιών (Service Level Agreements – SLAs) μεταξύ του παρόχου υποδομής και του τελικού χρήστη.

Παρόλα αυτά, η δημιουργία ενός ενεργειακά αποδοτικού πλαισίου εργασίας περιλαμβάνει ένα μεγάλο σύνολο από προκλήσεις που θα πρέπει να αντιμετωπιστούν ιδίως στο περιβάλλον εικονικοποίησης και υπολογιστικού νέφους που συνεχώς μεταβάλλεται και εισάγονται νέες έννοιες. Τα VMs που φιλοξενούνται στα εικονικοποιημένα κέντρα δεδομένων μπορούν να επικοινωνούν μεταξύ τους μέσω κατάλληλων εικονικών συνδέσεων δημιουργώντας τοπολογίες εικονικών δικτύων (Houidi, 2013). Ανάλογα με το αν τα εικονικά μηχανήματα βρίσκονται στον ίδιο διακομιστή ή σε διαφορετικό το κόστος της επικοινωνίας ποικίλλει. Για VMs που βρίσκονται σε διαφορετικά φυσικά μηχανήματα, η δικτυακή επικοινωνία μπορεί να περιλαμβάνει αρκετούς επιπλέον μεταγωγείς δικτύου και ζεύξεις, οι οποίες μπορεί να καταναλώνουν σημαντική ενέργεια (Chabarek, 2008). Για αυτόν τον λόγο έχει επισημανθεί ότι θα πρέπει επίσης να εξεταστεί και η βελτιστοποίηση της κατανάλωσης ενέργειας της δικτυακής επικοινωνίας μεταξύ των εικονικών μηχανημάτων στο περιβάλλον της εικονικοποίησης και του δικτυακού νέφους (Beloglazov, 2012).

Στο Κεφάλαιο αυτό, παρουσιάζονται τα μοντέλα και μέθοδοι για την δημιουργία μιας ενεργειακά ενήμερης κατανομής πόρων σε περιβάλλον εικονικοποίησης και υπολογιστικού νέφους αλλά και των μοντέλων ενεργειακής

κατανάλωσης των πόρων του δικτύου. Επιπλέον, παρουσιάζεται ένας ενεργειακά ενήμερος αλγόριθμος ενώ εισάγονται τα κατάλληλα μετρικά στοιχεία για την αξιολόγηση της απόδοσης της ενσωμάτωσης εικονικών δικτύων ως προς την ενεργειακή κατανάλωση της φυσικής υποδομής. Η προτεινόμενη μέθοδος έχει ως στόχο την βελτιστοποίηση της κατανομής πόρων σε ένα περιβάλλον εικονικοποίησης ελαχιστοποιώντας την ενεργειακή κατανάλωση (i) πραγματοποιώντας τις κατάλληλες ενσωματώσεις εικονικών μηχανημάτων σε φυσικούς διακομιστές και (ii) χρησιμοποιώντας κατάλληλες φυσικές διαδρομές που θα ενσωματώσουν τις εικονικές ζεύξεις. Συγκεκριμένα, υιοθετείται ο NCM αλγόριθμος που παρουσιάστηκε στο Κεφάλαιο 3 και επεκτείνεται κατάλληλα για να διευκολύνει την ενεργειακά ενήμερη ΕΕΔ. Τέλος το Κεφάλαιο πραγματεύεται την ανταλλαγή που παρατηρείται ως προς την εξισορρόπηση φόρτου και της μείωσης της ενεργειακής κατανάλωσης που προκύπτει από την προτεινόμενη λύση.

8.2 Μοντέλα Κατανάλωσης Ισχύος

Οι κύριες πηγές κατανάλωσης ισχύος σε ένα κέντρο δεδομένων προέρχεται κυρίως από τις μονάδες υπολογιστικής επεξεργασίας, δίσκων αποθήκευσης, δικτυακές μονάδες, και συστήματα ψύξης (Kim, 2009). Παρόλα αυτά οι έρευνες συγκλίνουν στο γεγονός ότι το ποσοστό χρήσης της CPU είναι η κύρια πηγή κατανάλωσης ισχύος για τον διακομιστή (Beloglazov, 2010), (Su, 2012), (Berl, 2010). Συγκεκριμένα έχει αποδειχθεί από την ανάλυση διεργασιών με διαφορετική συμπεριφορά ότι η κατανάλωση ισχύος σε ένα εικονικό μηχάνημα έχει άμεση σχέση με τον αριθμό εντολών ανά πράξεις μηχανής (instruction per cycle) της διεργασίας που εκτελείται (Dhiman, 2009). Παρόλα αυτά, πιο ρεαλιστικά μοντέλα θα πρέπει να συμπεριλαμβάνουν την ενέργεια που κατασπαταλάται από απώλειες μετατροπής ισχύος και από την ισχύ που χρησιμοποιείται για την ψύξη του εξοπλισμού.

8.2.1 Απώλειες Ισχύος CPU

Υπάρχουν δύο κύριες συνιστώσες που συντελούν στην κατανάλωση ισχύος από ένα ολοκληρωμένο κύκλωμα CMOS (συμπληρωματικός ημιαγωγός μεταλλικού οξειδίου – complementary metal-oxide-semiconductor), η στατική ισχύς και η δυναμική ισχύς. Οι απώλειες στατιστικής ισχύος οφείλονται κυρίως σε ρεύματα διαρροής που καθορίζονται από τον τύπο της κρυσταλλοτριόδου (transistor) και της τεχνολογίας του επεξεργαστή. Από την άλλη πλευρά οι απώλειες δυναμικής ισχύος οφείλονται κυρίως σε παράγοντες μεταβάσεων (switching activities) και είναι ανάλογες με την διεργασία που εκτελείται π.χ. ποσοστό χρήσης CPU. Όμως οι δυναμικές απώλειες έχουν αναγνωριστεί σαν ο πιο επικρατέστερος παράγοντας

κατανάλωσης ισχύος στα κυκλώματα CMOS (Kim, 2009). Συγκεκριμένα το μοντέλο δυναμικής κατανάλωσης ισχύος ορίζεται ως εξής (Beloglazov, 2010):

$$P_{dynamic} = a \cdot C \cdot V^2 \cdot f \quad (8.1)$$

Όπου a είναι ο παράγοντας μετάβασης, C η φυσική χωρητικότητα, V η τάση τροφοδοσίας και f η συχνότητα ρολογιού.

Καθώς όμως η συχνότητα είναι συνήθως ανάλογη με την τάση τροφοδοσίας, το μοντέλο δυναμικής κατανάλωσης ισχύος παίρνει την παρακάτω μορφή:

$$P_{dynamic} = C \cdot f^3 \quad (8.2)$$

Όπου C είναι ένας κατάλληλος συντελεστής αναλογίας. Θεωρώντας μια εφαρμογή που απαιτεί χρόνο εκτέλεσης t σε συχνότητα λειτουργίας του επεξεργαστή f_{max} , ο χρόνος εκτέλεσης σε μια διαφορετική συχνότητα επεξεργαστή f γίνεται $t \cdot \frac{f}{f_{max}}$, όπου ($f_{min} \leq f \leq f_{max}$). Η δυναμική κατανάλωση ενέργειας κατά την διάρκεια εκτέλεσης της εφαρμογής ορίζεται από την ακόλουθη σχέση:

$$E = \int_0^{t \cdot \frac{f}{f_{max}}} P = C \cdot t \cdot f_{max} \cdot f^2 = a \cdot t \cdot S^2 \quad (8.3)$$

Όπου S είναι η ταχύτητα του επεξεργαστή όταν η συχνότητα λειτουργίας είναι $S = f/f_{max}$.

8.2.2 Κατανάλωση Ισχύος Διακομιστή

Σύμφωνα με την προηγούμενη ανάλυση, η διαχείριση της ισχύος μπορεί να ρυθμιστεί με την μείωση της τάσης τροφοδοσίας και της συχνότητα λειτουργίας του ρολογιού του επεξεργαστή προκειμένου να επιτευχθεί η επιθυμητή μείωση της κατανάλωσης ισχύος. Αυτό έχει ως αποτέλεσμα στην σχεδόν γραμμική σχέση μεταξύ της κατανάλωσης ισχύος του διακομιστή και του ποσοστού χρήσης της CPU (Gandhi, 2009). Η σχέση αυτή περιγράφεται από το παρακάτω γραμμικό μοντέλο ισχύος (Beloglazov, 2010):

$$P(u) = k \cdot P_{max} + (1 - k) \cdot P_{max} \cdot u \quad (8.4)$$

Όπου P_{max} είναι η μέγιστη κατανάλωση ισχύος όταν ο διακομιστής χρησιμοποιείται πλήρως (100%), k είναι το ποσοστό της ισχύος που καταναλώνεται από τον διακομιστή σε κατάσταση αδράνειας (συνήθως κυμαίνεται στο 70%) και u είναι το τρέχον ποσοστό χρήσης της CPU. Παρόλα εξαιτίας της μεταβαλλόμενης

συμπεριφοράς των εφαρμογών που εκτελούνται το ποσοστό χρήσης της CPU είναι συνάρτηση του χρόνου ($u(t)$). Για αυτόν τον λόγο η συνολική κατανάλωση ενέργειας ενός διακομιστή σε μια χρονική περίοδο $[t_0, t_1]$ μπορεί να υπολογιστεί ως εξής:

$$E = \int_{t_0}^{t_1} P(u(t))dt \quad (8.5)$$

Παράλληλα με το προηγούμενο γραμμικό μοντέλο, έχει αναπτυχθεί και ένα εμπειρικό μη-γραμμικό μοντέλο (Fan, 2009):

$$P(u) = P_{idle} + (P_{busy} - P_{idle}) \cdot (2u - u^r) \quad (8.6)$$

Όπου r είναι μια παράμετρος βαθμονόμησης η οποία ελαχιστοποιεί την τετραγωνική απόκλιση και θα πρέπει να ρυθμιστεί κατάλληλα σύμφωνα με ένα σύνολο από πειράματα βαθμονόμησης (Beloglazov, 2010) (π.χ. $r = 1.4$ (Fan, 2009)). Διάφορες μελέτες που έχουν πραγματοποιηθεί (Beloglazov, 2012), (Fan, 2009) έχουν δείξει ότι το προτεινόμενο μοντέλο μπορούν να υπολογίσουν την κατανάλωση ισχύος διακομιστή με πιθανότητα απόκλισης μικρότερη του 5% για το γραμμικό μοντέλο και 1% για το εμπειρικό μοντέλο.

8.2.3 Κατανάλωση Ισχύος σε Δικτυακό Περιβάλλον

Εκτός της κατανάλωσης ισχύος στον διακομιστή έχει μελετηθεί επίσης και η κατανάλωση ισχύος κατά τον δικτυακό σχεδιασμό και την δρομολόγηση (Chabarek, 2008). Ένα γενικό μοντέλο για την κατανάλωση ισχύος δρομολογητή (π.χ. Cisco GSR 12008 και Cisco 7507) περιγράφεται από την ακόλουθη σχέση:

$$PC(X) = CC(x_0) + \sum_{i=0}^N (TP(x_{i0}, x_{i1}) + LCC(x_{i1})) \quad (8.7)$$

Όπου το $CC(x_0)$ περιγράφει την κατανάλωση ισχύος του συγκεκριμένου τύπου πλαισίου x_0 , N είναι ο αριθμός των ενεργών καρτών γραμμής (linecards), $TP(x_{i0}, x_{i1})$ είναι ένας παράγοντας κλιμάκωσης που αντιστοιχεί στο ποσό της κίνησης που διαχειρίζεται ο δρομολογητής και $LCC(x_{i1})$ είναι το κόστος μιας κάρτας γραμμής με τις βασικές ρυθμίσεις (base configuration). Το διάνυσμα X καθορίζει τον τύπο του πλαισίου της συσκευής (x_0) και τον αριθμό των ρυθμίσεων των καρτών γραμμής (x_{i1}). Παρόλα αυτά, έχει παρατηρηθεί ότι οι κύριοι παράγοντες για την κατανάλωση της ισχύος είναι ο τύπος πλαισίου και οι κάρτες γραμμής, ενώ η επίδραση του φορτίου κίνησης TP μπορεί να παραληφθεί.

Όμοια, θεωρώντας μια συνδεσιμότητα επιπέδου 2 (Layer 2) για την επικοινωνία μεταξύ των διακομιστών σε ένα κέντρο δεδομένων, η κατανάλωση ισχύος εξαρτάται από τον τύπο του μεταγωγέα, τον αριθμό των θυρών, τον ρυθμό

μετάδοσης της θύρας και της καλωδιακής λύσης που χρησιμοποιείται (Kliazonich, 2010) και υπολογίζεται από την ακόλουθη εξίσωση:

$$P_{switch} = P_{chassis} + n_{linecards} \cdot P_{linecard} + \sum_{i=0}^{conf_s} n_{ports_{conf_s_i}} \cdot P_{conf_s_i} \quad (8.8)$$

Όπου $P_{chassis}$ είναι η κατανάλωση ισχύος του βασικού υλικού του μεταγωγέα, $P_{linecard}$ είναι η κατανάλωση ισχύος μιας ενεργής κάρτας γραμμής, $conf_s$ είναι ο αριθμός των ρυθμίσεων για τον ρυθμό μιας θύρας και το $P_{conf_s_i}$ αντιστοιχεί στην κατανάλωση ισχύος μιας ενεργής θύρας (εκπομπός) που λειτουργεί σε ρυθμό γραμμής i (π.χ. 10Mbps, 100Mbps, 1Gbps). Από τα παραπάνω μόνο το $P_{conf_s_i}$ μεταβάλλεται με τον ρυθμό. Παρόλα αυτά, σε μια αρχιτεκτονική κέντρου δεδομένων δέντρου τριών επιπέδων όπου περιέχονται κεντρικά δίκτυα, δίκτυα συγκέντρωσης και δίκτυα πρόσβασης, είναι προτιμότερο να απενεργοποιούνται μόνο μεταγωγείς που είναι συνδεδεμένοι σε ανενεργά ερμάρια (racks). Το συγκεκριμένο μοντέλο ισχύος βασίζεται σε μια σειρά πειραμάτων σε διαφορετικούς μεταγωγείς δικτύου από γνωστούς παρόχους (Cisco, ProCurve και Brocade) (Mahadevan, 2009). Σε αντίθεση με την σχέση 8.7 συμπεριλαμβάνεται επίσης το κόστος κάθε ενεργής θύρας για συγκεκριμένο ρυθμό γραμμής και χρησιμοποίησης.

Σε άλλες περιπτώσεις (Su, 2012) το μοντέλο κατανάλωσης ισχύος για την κατανομή πόρων σε περιβάλλον εικονικών δικτύων μοντελοποιείται διαχωρίζοντας τους φυσικούς κόμβους σε κόμβους εργασίας και σε ενδιάμεσους κόμβους. Οι κόμβοι εργασίας φιλοξενούν εικονικά μηχανήματα, ενώ οι ενδιάμεσοι κόμβοι χρησιμοποιούνται μόνο για την προώθηση της κίνησης. Θεωρώντας το ποσοστό χρήσης της CPU σαν την κύρια πηγή κατανάλωσης ισχύος κατά την αντιστοίχιση ενός κόμβου u με απαιτήσεις σε CPU που ορίζονται ως $CPU(u)$ σε έναν κόμβο εργασίας w_u , η πρόσθετη ισχύς $P_N^{w_u}$ για την αντιστοίχιση του εικονικού μηχανήματος υπολογίζεται ως εξής:

$$P_N^{w_u} = \begin{cases} P_b + P_l \cdot CPU(u) & \text{εάν ο κόμβος είναι εκτός λειτουργίας} \\ P_l \cdot CPU(u) & \text{σε διαφορετική περίπτωση} \end{cases} \quad (8.9)$$

Όπου P_b είναι η ισχύς του διακομιστή σε κατάσταση αδράνειας, και $P_l = P_m - P_b$, όπου P_m είναι η συνολική ισχύς όταν χρησιμοποιείται όλη η χωρητικότητα της CPU του διακομιστή.

Προκειμένου, να εξαχθεί το μοντέλο κατανάλωσης ισχύος για τις εικονικές ζεύξεις, θεωρείται ότι οι ενδιάμεσοι κόμβοι είναι χωρίς φορτίο και βρίσκονται μεταξύ της διαδρομής δύο τελικών κόμβων εργασίας. Σε αντίθεση με τα δύο προηγούμενα μοντέλα ισχύος, η κατανάλωση ισχύος ενός τέτοιου κόμβου, συμβολίζεται με P_n και θεωρείται σχεδόν σταθερή ανεξάρτητα από τον τύπο πλαισίου και εάν οι θύρες είναι ανενεργές ή εξυπηρετούν κίνηση με την μέγιστη δυνατή ταχύτητα. Έτσι η κατανάλωση ισχύος για την προώθηση πακέτων μιας εικονικής ζεύξης e_{uv} σε έναν ενδιάμεσο κόμβο i είναι:

$$P_{e_{uv}}^i = \begin{cases} P_b + P_n & \text{εάν ο κόμβος είναι εκτός λειτουργίας} \\ 0 & \text{σε διαφορετική περίπτωση} \end{cases} \quad (8.10)$$

Ενώ η κατανάλωση ισχύος για την λήψη ή αποστολή κίνησης πάνω από την εικονική ζεύξη e_{uv} στον κόμβο εργασίας w_u είναι:

$$P_{e_{uv}}^{w_u} = \begin{cases} P_n & \text{εάν ο κόμβος είναι εκτός λειτουργίας} \\ 0 & \text{σε διαφορετική περίπτωση} \end{cases} \quad (8.11)$$

Η συνολική κατανάλωση ενέργειας για την εξυπηρέτηση μιας αίτησης εικονικού δικτύου εκφράζεται ως εξής:

$$E = P \cdot T_d = (\sum_{\forall u} P_N^{w_u} + \sum_{\forall e_{uv}} P_{e_{uv}}) \cdot T_d \quad (8.12)$$

Όπου T_d είναι ο χρόνος εκτέλεσης του εικονικού αιτήματος.

Άλλα μοντέλα (Fischer, 2013) κατανάλωσης ισχύος για την εγκατάσταση εικονικών δικτύων θεωρούν ότι (i) όλοι οι ενεργοί κόμβοι, συμπεριλαμβανομένου και των κόμβων που χρησιμοποιούνται για την προώθηση της κίνησης συντελούν στην κατανάλωση ισχύος και (ii) κάθε φυσική ζεύξη συσχετίζεται με ένα βάρος το οποίο εξαρτάται από το ποσοστό χρήσης της ζεύξης και από την κατανάλωση ισχύος προκειμένου να δημιουργηθούν ενεργειακά αποδοτικές διαδρομές μεταξύ των εικονικών κόμβων που επικοινωνούν.

8.3 Μέθοδοι Εξοικονόμησης Ενέργειας στο Νέφος

Οι φυσικές υποδομές του υπολογιστικού νέφους θα πρέπει να αντιμετωπίσουν τις προκλήσεις της μείωσης της κατανάλωσης ισχύος και των εκπομπών άνθρακα διατηρώντας ωστόσο το επιθυμητό επίπεδο ποιότητας υπηρεσίας και απόδοσης ανάλογα με τις απαιτήσεις του χρήστη. Για την ικανοποίηση των SLAs στους υπολογιστικούς πόρους και στην δικτυακή υποδομή, κρίνεται απαραίτητη η αποδοτική αντιστοίχιση των εικονικών αιτημάτων στην φυσική υποδομή. Παρόλα αυτά η ενεργειακά αποδοτική χρήση των φυσικών πόρων κατά την διάρκεια της ενσωμάτωσης των εικονικών δικτύων εισάγει πολλαπλούς και πιθανά αντικρουόμενους στόχους. Για παράδειγμα μειώνοντας την κατανάλωση ισχύος ελαττώνοντας την ταχύτητα του επεξεργαστή κατά την διάρκεια εκτέλεσης μιας εφαρμογής μπορεί να οδηγήσει σε μεγαλύτερο χρόνο εκτέλεσης παραβιάζοντας το SLA μεταξύ παρόχου υποδομής και τελικού χρήστη. Προκειμένου να παρουσιαστούν οι μεθοδολογίες για την ενεργειακά αποδοτική παροχή πόρων σε ένα Δικτυακό Περιβάλλον Νέφος αναγνωρίζονται δύο κατηγορίες (i) μέθοδοι εξοικονόμησης

ενέργειας για τους διακομιστές (ii) μέθοδοι εξοικονόμησης ενέργειας για δικτυακές υποδομές.

8.3.1 Μέθοδοι Εξοικονόμησης Ενέργειας στους Διακομιστές

Η αποτελεσματική ενεργειακή διαχείριση των πόρων στα υπολογιστικά συστήματα είναι ένας ερευνητικός τομέας που έχει μελετηθεί αρκετά τα τελευταία χρόνια. Προς αυτήν την κατεύθυνση οι στρατηγικές δυναμικής διαχείρισης ενέργειας (Dynamic Power Management – DPM) προσαρμόζουν την συμπεριφορά του υπολογιστικού συστήματος κατά την διάρκεια λειτουργίας του ανάλογα με τις απαιτήσεις σε πόρους. Οι περισσότερες μελέτες, κατηγοριοποιούν τις DPM τεχνικές ανάλογα με το αν εφαρμόζονται σε επίπεδο υλικού ή λογισμικού (Buyya, 2010), (Raghavendra, 2008), (Nathuji, 2007). Επιπλέον η αποδοτική παροχή πόρων κατηγοριοποιείται ανάλογα με το αν η τεχνική διαχείρισης ισχύος εφαρμόζεται σε ένα μόνο διακομιστή ή συνολικά στο κέντρο δεδομένων.

Μία από τις πιο γνωστές τεχνικές επιπέδου υλικού είναι η Δυναμική Κλιμάκωση Τάσης και Συχνότητας (Dynamic Voltage and Frequency Scaling – DVFS), όπου η συχνότητα του ρολογιού του επεξεργαστή μειώνεται προκειμένου να μειωθεί και η αντίστοιχη τάση τροφοδοσίας. Με αυτόν τον τρόπο παρέχεται η απαραίτητη ευελιξία για την διαχείριση του επιπέδου ισχύος που καταναλώνεται, εξαιτίας της αναλογίας μεταξύ ισχύος και τάσης (Εξίσωση 8.1). Παρόλα αυτά, η κλιμάκωση της συχνότητας οδηγεί σε χαμηλότερη ταχύτητα λειτουργίας του επεξεργαστή, με αποτέλεσμα να αυξάνεται ο χρόνος εκτέλεσης των εφαρμογών (Kim, 2009). Για αυτόν τον λόγο είναι πολύ σημαντικό να βρεθεί η κατάλληλη συχνότητα λειτουργίας του επεξεργαστή ώστε να μειωθεί η κατανάλωση ισχύος χωρίς ωστόσο να παραβιαστεί το SLA (Abdelsalam, 2009). Με άλλα λόγια η ταχύτητα του επεξεργαστή θα πρέπει να ρυθμιστεί κατάλληλα ώστε να βρεθεί το κατάλληλο σημείο ανταλλαγής μεταξύ του χρόνου εκτέλεσης της εφαρμογής και της μείωσης της κατανάλωσης ισχύος (Kim, 2009), (Garg, 2011).

Άλλη μια λύση επιπέδου υλικού αφορά την αυξομείωση ρύθμισης πόρων (throttling). Η ρύθμιση των πόρων (π.χ. επεξεργαστής, μνήμη), μπορεί να οδηγήσει σε εξοικονόμηση ισχύος, επιτρέποντας πόρους που δεν χρησιμοποιούνται να ελευθερωθούν ή να απενεργοποιηθούν (Orgerie, 2011). Συγκεκριμένα, ρυθμίζοντας την συχνότητα της CPU (αντί να αλλάζει δυναμικά και η συχνότητα και η τάση όπως στην περίπτωση της τεχνικής DVFS) ανάλογα με το ποσοστό χρήσης της μπορεί να μεγιστοποιηθεί η εξοικονόμηση ενέργειας που επιτυγχάνεται με ελάχιστη μείωση στην συνολική απόδοση (Ma, 2012). Η ρύθμιση συχνότητας εξασφαλίζει επίσης ότι το σύστημα δεν θα φτάσει σε επίπεδο κορεσμού από την ξαφνική αύξηση του φορτίου των εφαρμογών που εκτελούνται. Η ρύθμιση της μνήμης είναι παρόμοια με την ρύθμιση της CPU, μειώνοντας το εύρος ζώνης της μνήμης ανάλογα με το τρέχον

αίτημα εύρους ζώνης της μνήμης (Martinovic, 2011). Παρόλα αυτά θα πρέπει να δοθεί προσοχή καθώς υπερβολική χρήση της ρύθμισης πόρων μπορεί να οδηγήσει σε μη αποδοτική χρήση του συστήματος και συνεπώς σε μείωση της απόδοσης.

Όσον αφορά λύσεις σε επίπεδο υλικού, η εικονικοποίηση των υπολογιστικών πόρων βελτιώνει την χρησιμοποίηση των πόρων επιτρέποντας την ενοποίηση του φορτίου και την παροχή πόρων κατά απαίτηση (Orgerie, 2011). Η ενοποίηση διακομιστών επιτρέπει την ταυτόχρονη ύπαρξη πολλών Εικονικών Μηχανημάτων στον ίδιο διακομιστή. Με αυτό τον τρόπο χρησιμοποιείται λιγότερος φυσικός εξοπλισμός με αποτέλεσμα να αυξάνεται η απόδοση ισχύος στο νέφος. Η εξοικονόμηση ισχύος με την ενοποίηση διακομιστή έρχεται σαν φυσικό επακόλουθο καθώς ένας διακομιστής ακόμα και σε αδρανή κατάσταση μπορεί να καταναλώσει μέχρι και το 70% της μέγιστης του κατανάλωσης ισχύος. Επιπλέον, η ενέργεια που ξοδεύεται για την ψύξη του εξοπλισμού μειώνεται, ενώ το ποσοστό χρήσης του υλικού αυξάνεται (Berl, 2010). Η ενοποίηση διακομιστή μπορεί να ενσωματωθεί κατά την διάρκεια της κατανομής των πόρων, άμεσα με την ελαχιστοποίηση του αριθμού των ενεργών διακομιστών ή έμμεσα μεγιστοποιώντας την χρησιμοποίηση των πόρων (Lee, 2012).

Παρόλα αυτά η αύξηση χρησιμοποίησης του διακομιστή που παρατηρείται από την ενοποίηση μαζί με την μεταβλητότητα της συμπεριφοράς του φορτίου εργασίας, μπορεί να οδηγήσει σε παραβιάσεις του SLA. Οι αλγόριθμοι ενοποίησης θα πρέπει να συμπεριλαμβάνουν υπόψη την σχέση μεταξύ απόδοσης, χρησιμοποίησης πόρου και απόδοσης ισχύος. Για παράδειγμα κάποιοι αλγόριθμοι θέτουν ένα άνω όριο χρησιμοποίησης διακομιστή (Beloglazov, 2012) κατά την διάρκεια της ΕΕΔ. Επιπλέον, καθώς υπάρχει σαφής σχέση μεταξύ της ικανοποίησης του SLA και του κέρδους του παρόχου υποδομής, η ενοποίηση φορτίου θα πρέπει να ενσωματωθεί κατάλληλα στον στόχο μεγιστοποίησης του κόστους του παρόχου υποδομής (Torres, 2008), (Mazucco, 2010). Για αυτόν τον λόγο κάποιες μέθοδοι χρησιμοποιούν τεχνικές πρόβλεψης συμπεριφοράς του φορτίου εργασίας προκειμένου να γίνει μια εκτίμηση για το μελλοντικό φορτίο (ρυθμός άφιξης εφαρμογών) (Mazucco, 2010). Επιπλέον καθώς η ενεργοποίηση/απενεργοποίηση του διακομιστή μπορεί να είναι χρονοβόρα και κάποιες φορές να καταναλώνεται επιπλέον ενέργεια, οι τεχνικές πρόβλεψης μπορούν επίσης να χρησιμοποιηθούν για την ελαχιστοποίηση αυτών των επιδράσεων π.χ. καθυστέρηση επανεκκίνησης διακομιστή κ.λπ. (Duy, 2010).

Η επίδραση της ενοποίησης μπορεί να ενισχυθεί περισσότερο υιοθετώντας την τεχνική μεταφοράς εικονικών μηχανημάτων (VM migration). Η μεταφορά επιτρέπει την ευέλικτη και εύκολη μετακίνηση ενός εικονικού μηχανήματος από έναν φυσικό διακομιστή σε κάποιον άλλο. Υιοθετώντας την μεταφορά εικονικών μηχανημάτων, η δυναμική πλέον ενοποίηση διακομιστή μπορεί να ελαττώσει ακόμα περισσότερο την κατανάλωση ισχύος με την μεταφορά ήδη υπαρχόντων εικονικών μηχανημάτων σε ένα μικρότερο υποσύνολο φυσικών διακομιστών, ώστε διακομιστές που υπο-χρησιμοποιούνται να μπορούν να απενεργοποιηθούν (Buyya, 2010). Παρόλα αυτά, η ανάγκη για την δημιουργία, τερματισμό, κλωνοποίηση ή μετακίνηση των

εικονικών μηχανημάτων από διακομιστή σε διακομιστή δημιουργεί σημαντικό ποσοστό επιβάρυνσης του δικτύου (migration overhead). Για αυτόν τον λόγο η χρονική στιγμή και το σύνολο των εικονικών μηχανημάτων που πρέπει να μετακινηθούν κατά την διάρκεια της κατανομής πόρων θα πρέπει να επιλεγεί με προσοχή.

Όσον αφορά τον ρυθμό που πραγματοποιείται η μεταφορά πόρων, μια ασφαλής τακτική είναι η παρακολούθηση της κατάστασης του διακομιστή μετά από κάθε αποχώρηση κάποιας αίτησης ώστε να πραγματοποιηθεί η μεταφορά (Li, 2009), όμως η τακτική αυτή έχει ως αποτέλεσμα την διεξαγωγή ενός μεγάλου αριθμού μεταφορών επιβαρύνοντας το κόστος διαχείρισης του δικτύου. Σε άλλες τεχνικές ορίζονται άνω και κάτω όρια χρήσης της CPU και η μεταφορά πραγματοποιείται όποτε η χρησιμοποίηση ξεπεράσει το επιτρεπόμενο εύρος τιμών (Beloglazon, 2012). Όσον αφορά ποια εικονικά μηχανήματα θα πρέπει να μεταφερθούν, η επιλογή βασίζεται στο μέγεθος τους, καθώς εικονικά μηχανήματα με χαμηλότερα φορτία εργασίας είναι πιο πιθανό να αντιστοιχηθούν σε άλλους διακομιστές επιτυχώς (Li, 2009), χωρίς να παραβιαστούν τα SLAs (Beloglazon, 2012). Η επιλογή των εικονικών μηχανημάτων μπορεί να γίνει επίσης με βάση την υπολειπόμενη διάρκεια ζωής, με αυτόν τον τρόπο αποφεύγονται να μεταφερθούν εικονικά μηχανήματα με σύντομο υπόλοιπο διάρκεια ζωής ώστε να γίνει η κατάλληλη μεταφορά που θα επηρεάσει την συνέχεια την κατανομή πόρων μακροπρόθεσμα. Για την αποφυγή της συχνής ενεργοποίησης / απενεργοποίησης των φυσικών διακομιστών, η απόφαση για το ποια εικονικά μηχανήματα θα πρέπει να μεταφερθούν μπορεί να βασιστεί σε κατάλληλους μηχανισμούς πρόβλεψης (Lefevre, 2010). Η μεταφορά των εικονικών μηχανημάτων μπορεί επίσης να χρησιμοποιηθεί για την επίτευξη εξισορρόπησης φόρτου μεταξύ των ενεργών διακομιστών (Dhiman, 2009).

Μια επιπλέον λύση σε επίπεδο λογισμικού είναι η Προηγμένη Ρύθμιση και Διεπαφή Ισχύος (Advanced Configuration and Power Interface – ACPI). Το ACPI είναι ένα ανοιχτό βιομηχανικό πρότυπο για ενοποιημένες συσκευές κεντρικού λογισμικού για την διαχείριση ισχύος. Όσον αφορά την κατανάλωση ισχύος της CPU, το ACPI παρέχει τέσσερις καταστάσεις ισχύος (C-καταστάσεις, C-states) που ορίζονται από την κατάσταση C0 μέχρι την κατάσταση C3 (Λειτουργίας, Τερματισμού, Τερματισμού – Ρολογιού και Αδρανοποίησης). Επιπλέον, καθώς ο επεξεργαστής λειτουργεί στην κατάσταση C0, το ACPI διευκολύνει την ευέλικτη ρύθμιση των καταστάσεων απόδοσης ισχύος του συστήματος (P-καταστάσεις, P-states). Οι P-καταστάσεις βασίζονται στην υλοποίηση του εξοπλισμού, ενώ διακρίνονται 16 διαφορετικές καταστάσεις με την P0 να περιγράφει την κατάσταση μέγιστης απόδοσης. Οι καταστάσεις αυτές ονομάζονται SpeedStep στους επεξεργαστές Intel, PowerNow! ή CoolnQuiet στους επεξεργαστές AMD και PowerSaver στους επεξεργαστές VIA. Το ACPI έχει επίσης χρησιμοποιηθεί για την εξομοίωση της κλιμάκωσης του υλικού σε περιβάλλον εικονικοποίησης κέντρων δεδομένων (Nathuji, 2007).

Άλλες τεχνικές προκειμένου να αυξήσουν την ενεργειακή απόδοση υιοθετούν ενεργειακά αποδοτικό εξοπλισμό υλικού ή κάνουν χρήση εφαρμογών θερμικά ενήμερων φορτίων εργασίας. Η χρήση υλικού αποδοτικής ισχύος (π.χ. δίσκοι στερεάς κατάστασης) κρίνεται αναπόφευκτη για μελλοντικές υλοποιήσεις κέντρων δεδομένων. Παρόλα αυτά, η αντικατάσταση του τρέχοντος εξοπλισμού υλικού είναι αδύνατη λόγω του υψηλού κόστους που απαιτείται. Η κατανάλωση ισχύος που επιτυγχάνεται με την χρήση πολιτικών θερμικής διαχείρισης όπως θερμικά ενήμερα φορτία εργασίας απαιτούν την ύπαρξη ενός θερμικού συστήματος ελέγχου το οποίο περιέχει κατάλληλο λογισμικό και μηχανισμούς ανίχνευσης που εισάγουν σημαντική επιβάρυνση στην απόδοση του συστήματος (Yuan, 2010). Για αυτόν τον λόγο οι τεχνικές αυτές δεν είναι τόσο διαδεδομένες για την επίτευξη της μείωσης της κατανάλωσης ισχύος στο περιβάλλον εικονικοποίησης και υπολογιστικού νέφους.

8.3.2 Μέθοδοι Εξοικονόμησης Ενέργειας στο Δίκτυο

Η απόδοση ισχύος στο περιβάλλον του νέφους δεν εξαρτάται μόνο από τον εξοπλισμό των διακομιστών. Σε περίπτωση που τα εικονικά μηχανήματα ενσωματώνονται σε φυσικούς διακομιστές που βρίσκονται σε διαφορετικά ερμάρια, η δικτυακή επικοινωνία προσθέτει επιπλέον κατανάλωση ισχύος στο εικονικό δίκτυο λόγω των συσκευών δρομολόγησης, μεταγωγής και των ζεύξεων. Για αυτόν τον λόγο θα πρέπει να ελαχιστοποιηθεί η κατανάλωση ενέργειας που σχετίζεται και με την μεταφορά των δεδομένων στην υποδομή του δικτύου. Η ενοποίηση ελαχιστοποιεί το σύνολο των διακομιστών που επικοινωνούν και με αυτόν τον τρόπο ελαχιστοποιεί έμμεσα και τον αριθμό των ενδιάμεσων μεταγωγέων και ζεύξεων. Παρόλα αυτά, η ενοποίηση οδηγεί στην δημιουργία υπερφορτωμένων διακομιστών αλλά και σε συμφόρηση του δικτύου που μπορεί να οδηγήσουν σε παραβιάσεις του SLA. Για αυτόν τον λόγο, θα πρέπει να βρεθεί μια βέλτιστη ισορροπία ανάμεσα στην εξοικονόμηση ενέργειας και στην συμφόρηση που παρατηρείται στο υποκείμενο δίκτυο. Σε αυτήν την κατεύθυνση μπορούν να προταθούν κατάλληλες μεθοδολογίες χρονοπρογραμματισμού που αντιμετωπίζουν την συμφόρηση του δικτύου και την ενεργειακή απόδοση. Συγκεκριμένα η ελαχιστοποίηση της συνολικής κατανάλωσης ισχύος σε ένα κέντρο δεδομένων επιτυγχάνεται με την επιλογή φυσικών διακομιστών ανάλογα με το επίπεδο φορτίου που εξυπηρετούν αλλά και το διαθέσιμο εύρος ζώνης επικοινωνίας που διαθέτουν (Kliazovich, 2010).

Παρόλα αυτά, όσον αφορά το περιβάλλον του δικτυακού νέφους, το πρόβλημα συντελεί στην ενεργειακά αποδοτική ενσωμάτωση των εικονικών δικτύων. Η ενοποίηση των διακομιστών έχει χρησιμοποιηθεί και στο περιβάλλον εικονικών δικτύων, όχι μόνο για την ελαχιστοποίηση του αριθμού των ενεργών διακομιστών αλλά και για την ελαχιστοποίηση των ενδιάμεσων κόμβων που χρησιμοποιούνται για την προώθηση της κίνησης (Su, 2012), (Fischer, 2013). Έτσι κατά την διάρκεια της κατανομής πόρων ο στόχος της λύσης γίνεται διπλός. Ο πρώτος στόχος είναι η

πραγματοποίηση της ενοποίησης και ο δεύτερος να μειωθεί το σύνολο των φυσικών πόρων που χρησιμοποιούνται (κόμβοι και ζεύξεις) (Botero, 2012). Επίσης μπορεί να χρησιμοποιηθεί και η δυναμική ενοποίηση. Όμως, τα εικονικά μηχανήματα που μεταφέρονται μπορούν να καταλήξουν σε απομακρυσμένους φυσικούς κόμβους δημιουργώντας μεγαλύτερες φυσικές διαδρομές αυξάνοντας το σύνολο των ενεργών φυσικών πόρων που χρησιμοποιούνται και συνεπώς της κατανάλωσης ισχύος. Σε περίπτωση που υπάρχουν περισσότεροι από έναν πάροχοι υποδομής θα πρέπει επίσης να ληφθεί υπόψη το πρόβλημα της μείωσης του κόστους ηλεκτρισμού, που μπορεί να ποικίλει ανάλογα με την γεωγραφική περιοχή, μαζί με την κατανάλωση ισχύος (Zhang, 2012). Κατά την διάρκεια της ενσωμάτωσης μεταξύ των παρόχων, τα εικονικά μηχανήματα ανατίθενται με στόχο την μείωση της συνολικής τιμής ηλεκτρισμού, ενώ ο στόχος της ελαχιστοποίησης του ενεργού συνόλου των ενεργών φυσικών πόρων παραμένει ίδιος.

Επιπλέον θα πρέπει να κατανοηθεί ποια είναι η ενέργεια που απαιτείται για την μεταφορά δεδομένων από και προς τον τελικό χρήστη. Η ενέργεια που καταναλώνεται κατά την μεταφορά και μεταγωγή δεδομένων μεταξύ του τελικού χρήστη και του παρόχου νέφους μπορεί να αποτελέσει σημαντικό ποσοστό της συνολικής κατανάλωσης ενέργειας. Καθώς ο επικοινωνιακός εξοπλισμός αυτός δεν μπορεί να απενεργοποιηθεί θα πρέπει να σχεδιαστούν νέες λύσεις που να αντιμετωπίζουν το φαινόμενο αυτό ώστε να αυξηθεί η ενεργειακή απόδοση του δικτύου (Berl, 2010). Η λύση μπορεί να διαφέρει ανάλογα με το αν το νέφος είναι δημόσιο ή ιδιωτικό (Baliga, 2011). Για την μείωση της κατανάλωσης ενέργειας κατά την μεταφορά των δεδομένων, τα κέντρα δεδομένων του υπολογιστικού νέφους μπορούν να συνδεθούν μέσω αφιερωμένων δισημειακών ζεύξεων (point-to-point links) χρησιμοποιώντας παρακαμπτικές διαδρομές οπτικών ινών προκειμένου να μειώσουν τον αριθμό των αλμάτων δρομολόγησης (Kantarci, 2012). Παρόλα αυτά η δημιουργία ενεργειακά ενήμερων ζεύξεων μπορεί να εισάγει μια μικρή αύξηση στην καθυστέρηση μετάδοσης προ όφελος όμως της εξοικονόμησης ενέργειας.

Πρόσφατα, τα Δίκτυα Καθοριζόμενα από Λογισμικό (Software Define Networking – SDN) έχουν επίσης μελετηθεί και χρησιμοποιηθεί για την παραγωγή ενεργειακά ενήμερων δικτύων κέντρων δεδομένων. Η λειτουργία του SDN συνάδει με την έννοια της κατανομής πόρων κατά απαίτηση και την παροχή πόρων της υποδομής (υπολογιστικών, αποθηκευτικών και δικτυακών) πάνω από ένα δικτυακό περιβάλλον νέφους καθώς υποστηρίζει την εικονικοποίηση και τμηματοποίηση δικτύου. Μέσω του SDN, οι δικτυακές συσκευές μπορούν να διαχειριστούν χρησιμοποιώντας ένα κατάλληλο πρωτόκολλο επικοινωνίας όπως το OpenFlow (McKeown, 2008). Έτσι με το SDN, η λειτουργία ελέγχου του δικτύου αποσπάται από το επίπεδο ελέγχου δεδομένων ενώ είναι πλήρως προγραμματιζόμενο διευκολύνοντας τον σχεδιασμό ενεργειακά ενήμερων λύσεων.

Συγκεκριμένα μια ενεργειακά αποδοτική μέθοδος είναι ο ορισμός του ελάχιστου συνόλου των συσκευών δικτύου που απαιτούνται για την κάλυψη των απαιτήσεων του δικτύου του κέντρου δεδομένων (Dharmesh, 2012). Αυτό μπορεί να

επιτευχθεί με την χρήση των μετρητών OpenFlow οι οποίοι χρησιμοποιούνται για την περισυλλογή της πληροφορίας κίνησης και να ανιχνεύσουν ποιες συσκευές δικτύου εξυπηρετούν μικρά φορτία κίνησης. Με αυτόν τον τρόπο οι ροές αυτές μπορούν να ενοποιηθούν και να εξυπηρετηθούν από άλλους μεταγωγείς δικτύου ώστε να απενεργοποιηθεί ο πλεονάζων δικτυακός εξοπλισμός και να μειωθεί η κατανάλωση ενέργειας. Μια παρόμοια τεχνική χρησιμοποιεί την μονάδα ελέγχου του OpenFlow και εστιάζει στην μετακίνηση των ροών ώστε να δημιουργηθούν διαδρομές επικοινωνίας χωρίς βρόχους, απενεργοποιώντας τις πλεονάζουσες ζεύξεις (Prete, 2012). Έτσι μπορεί να επιτευχθεί η μείωση της κατανάλωσης ενέργειας με την απενεργοποίηση των διεπαφών που δεν χρησιμοποιούνται. Παρόλα αυτά, οι λύσεις αυτές μπορεί να οδηγήσουν σε υψηλή συμφόρηση κίνησης. Για τον λόγο αυτό, το πρόβλημα εξοικονόμησης ενέργειας θα πρέπει να λυθεί παράλληλα με την βελτιστοποίηση της διεκπεραιωτικότητας του δικτύου. Προς αυτή την κατεύθυνση μπορεί να εφαρμοστεί μια ενοποιημένη λύση που να επιτρέπει την ταυτόχρονη μεταφορά ροών και εικονικών μηχανημάτων σε ένα κέντρο δεδομένου υπολογιστικού νέφους βασισμένου στην τεχνολογία SDN (Lin, 2013), (Jarschel, 2012). Αυτή η λύση εκμεταλλεύεται τα τοπολογικά χαρακτηριστικά της υποδομής για την εύρεση της βέλτιστης τοποθεσίας μεταφοράς των εικονικών μηχανημάτων λαμβάνοντας υπόψη δικτυακούς και ενεργειακούς περιορισμούς για την διατήρηση της ποιότητας υπηρεσίας.

8.4 Μοντελοποίηση του Προβλήματος

Όπως αναφέρθηκε και στην ενότητα 8.2 η ενεργειακή κατανάλωση εξαρτάται κυρίως από το ποσοστό χρήσης της CPU, καθώς σε αντίθεση με τα υπόλοιπα στοιχεία όπως η μνήμη, ο αποθηκευτικός δίσκος και οι συσκευές δικτύου, ένας αδρανής διακομιστής μπορεί να οδηγήσει σε κατανάλωση 60% - 70% της μέγιστης δυνατής ισχύος. Για αυτόν τον λόγο θεωρούμε ότι η κατανάλωση ισχύος ακολουθεί το γραμμικό μοντέλο που παρουσιάζεται στην εξίσωση 8.4.

Κινούμενοι προς αυτήν την κατεύθυνση προτείνουμε μια μέθοδο βασισμένη στην δυναμική ενοποίηση διακομιστών που ονομάζεται Ενεργειακά Ενήμερη Αντιστοίχιση Δικτυακού Νέφους (Energy Aware Networked Cloud Mapping – EA-NCM). Το πρόβλημα της ΕΕΔ σε αυτήν την περίπτωση λύνεται σε δύο φάσεις. Κατά την διάρκεια της πρώτης φάσης κάθε καινούριο αίτημα εικονικού δικτύου ενσωματώνεται σε ένα κατάλληλο υποσύνολο φυσικών πόρων, ενώ σε δεύτερη φάση εφαρμόζεται μεταφορά των εικονικών μηχανημάτων και των αντίστοιχων εικονικών ζεύξεων για την περεταίρω μείωση της κατανάλωσης ενέργειας.

8.4.1 Επίλυση Ενεργειακά Ενήμερης Ενσωμάτωσης Εικονικών Δικτύων

Όσον αφορά την πρώτη φάση χρησιμοποιείται η ίδια επίλυση που παρουσιάστηκε και στο Κεφάλαιο 3. Ο γράφος υποστρώματος που αποτελείται από τους διασυνδεδεμένους φυσικούς διακομιστές προσαυξάνεται με τα εικονικά μηχανήματα της εικονικής αίτησης, τα οποία θεωρείται ότι διασυνδέονται με τους φυσικούς διακομιστές με ζεύξεις απεριόριστης χωρητικότητας. Στην συγκεκριμένη περίπτωση όμως, ο στόχος της ΕΕΔ, εκτός από την ελαχιστοποίηση του κόστους ενσωμάτωσης του αιτήματος στο φυσικό υπόστρωμα, πρέπει να επεκταθεί ώστε να συμπεριλάβει την ενεργειακά αποδοτική κατανομή και εκμετάλλευση των πόρων της φυσικής υποδομής. Η αντικειμενική συνάρτηση παίρνει την παρακάτω μορφή:

$$(8.13) \quad \min \sum_{uw \in E^S} \sum_{nm \in E^V} C_{uw} f_{uw}^{nm} + \sum_{nm \in E^V} \sum_{w \in V^S \subseteq N^S} \sum_{p \in V^V \subseteq N^{S'} \setminus N^S} D_w x_{pw}^{nm} \sum_{i \in I} c_i(p) + \sum_{uw \in E^S} \sum_{nm \in E^V} C_{uw} x_{uw}^{nm} + \sum_{nm \in E^V} \sum_{w \in V^S \subseteq N^S} \sum_{p \in V^V \subseteq N^{S'} \setminus N^S} PI_{pw} * x_{pw}^{nm}$$

Οι πρώτοι τρεις όροι της αντικειμενικής συνάρτησης παραμένουν ίδιοι και εκφράζουν τον στόχο της ελαχιστοποίησης του κόστους ενσωμάτωσης και την ελαχιστοποίηση του μέσου αριθμού αλμάτων για την εξασφάλιση της ποιότητας υπηρεσίας που παρέχεται στον χρήστη. Ταυτόχρονα τα βάρη C_{uw} και D_w ρυθμίζονται με τέτοιον τρόπο ώστε να εξασφαλιστεί η απαραίτητη εξισορρόπηση φόρτου κατά την διάρκεια της ΕΕΔ. Τέλος ο τέταρτος όρος PI αντιπροσωπεύει την συνολική αύξηση ισχύος που προσθέτει κάθε εισερχόμενο αίτημα και αποτελείται από την αύξηση στην ισχύ σε κάθε φυσικό διακομιστή w για την εξυπηρέτηση ενός εικονικού μηχανήματος p όπως προκύπτει από την εξίσωση 8.4. Ο όρος PI μπορεί επίσης να εκφραστεί και με την ακόλουθη μορφή $PI_{pw} = P_{max}(0.3 c_i(p)/c_i(w))$. Ως εκ τούτου ο αλγόριθμος τείνει να επιλέγει διακομιστές οι οποίοι είναι ήδη σε λειτουργία καθώς η αύξηση στην κατανάλωση ισχύος είναι κατά πολύ μικρότερη από την ενεργοποίηση ενός νέου απενεργοποιημένου διακομιστή.

Το σύνολο των περιορισμών παραμένει ίδιο. Παρόλα αυτά όμως ο περιορισμός που εξασφαλίζει ότι η απαιτούμενη χωρητικότητα των μη λειτουργικών γνωρισμάτων για έναν εικονικό κόμβο που ενσωματώνεται σε έναν φυσικό κόμβο δεν θα πρέπει να ξεπερνάει την διαθέσιμη χωρητικότητα του φυσικού κόμβου αυτού αλλάζει (Εξίσωση 3.15). Συγκεκριμένα, η αυξημένη χρήση της ενοποίησης σε έναν φυσικό διακομιστή μπορεί να οδηγήσει σε μείωση της απόδοσης του διακομιστή το οποίο μεταφράζεται σε παραβίαση του SLA (Buyya, 2010). Για αυτόν τον λόγο θα πρέπει να τεθεί ένα άνω όριο στο ποσοστό χρήσης της χωρητικότητας του διακομιστή για να εξασφαλιστεί ότι δεν θα παραβιαστεί το SLA. Ακολουθώντας τα όρια που

χρησιμοποιούνται από την VMware (VMware, 2010) το άνω όριο του ποσοστού χρήσης ορίζεται στο 81%.

Για την επίλυση του προβλήματος ακολουθείται η ίδια μεθοδολογία δύο φάσεων που παρουσιάστηκε στο Κεφάλαιο 3. Συγκεκριμένα, το εικονικό αίτημα ενσωματώνεται στην φυσική υποδομή (i) λύνοντας το χαλαρό ΜΑΠ πρόβλημα το οποίο έχει ως αποτέλεσμα την εξαγωγή της λύσης της ενσωμάτωσης των κόμβων με την χρήση μιας κατάλληλης τεχνικής στρογγυλοποίησης (Chowdhury, 2012) και (ii) λύνοντας τον αλγόριθμο πολλαπλών ροών για την εξαγωγή της λύσης ενσωμάτωσης των ζεύξεων.

8.4.2 Μεταφορά Πόρων

Για την μεταφορά και την επιλογή των εικονικών μηχανημάτων χρησιμοποιείται μια πολιτική σύμφωνα με ένα κάτω όριο χρήσης του φυσικού διακομιστή. Συγκεκριμένα, ο μηχανισμός μεταφοράς ενεργοποιείται περιοδικά, σε περίπτωση που το ποσοστό χρήσης της CPU του διακομιστή πέσει κάτω από ένα προκαθορισμένο όριο. Αυτό μπορεί να συμβεί σε περίπτωση που τελειώσει η διάρκεια ζωής ενός εικονικού αιτήματος και απελευθερωθούν οι πόροι που έχουν ανατεθεί για την ενσωμάτωση του συγκεκριμένου αιτήματος και κάποιος διακομιστής βρεθούν με χαμηλά ποσοστά χρήσης της CPU. Για την μείωση της κατανάλωσης ισχύος τα υπόλοιπα εικονικά μηχανήματα που εξυπηρετούνται από τους συγκεκριμένους διακομιστές θα πρέπει να μεταφερθούν σε άλλους διακομιστές εφαρμόζοντας ξανά τον EA-NCM αλγόριθμο και απενεργοποιώντας τους διακομιστές με χαμηλή χρήση. Για το κάτω όριο χρήσης της CPU εφαρμόζεται ξανά το όριο που χρησιμοποιείται και από την VMware (VMware, 2010) και είναι 40%. Τα εικονικά μηχανήματα που πρέπει να μεταφερθούν επιλέγονται ως εξής. Αρχικά καταγράφονται περιοδικά οι διακομιστές που εμφανίζουν ποσοστό χρήσης κάτω από το προκαθορισμένο όριο, ενώ τα εικονικά αιτήματα που συμπεριλαμβάνουν εικονικά μηχανήματα ενσωματωμένα στους συγκεκριμένους διακομιστές κατατάσσονται ανάλογα με το υπόλοιπο σε διάρκεια ζωής που έχουν. Στην συνέχεια ένας προκαθορισμένος αριθμός από αυτά τα αιτήματα ξανά-ενσωματώνονται χρησιμοποιώντας τον EA-NCM αλγόριθμο. Στόχος είναι να αποφευχθεί η μεταφορά μηχανημάτων των οποίων το υπόλοιπο διάρκειας ζωής τους είναι σύντομο.

8.5 Αποτίμηση Απόδοσης

Στην ενότητα αυτή εξετάζεται η αποδοτικότητα του προτεινόμενου αλγορίθμου. Συγκεκριμένα ο EA-NCM αλγόριθμος συγκρίνεται με την βασική του μορφή, τον NCM αλγόριθμο και με έναν άπληστο ενεργειακά ενήμερο αλγόριθμο που χρησιμοποιεί μια παραλλαγή του αλγορίθμου καλύτερης τοποθέτησης (Modified Best Fit Decreasing Algorithm – MBFD) (Beloglazov, 2012) για την επίτευξη της ενοποίησης των διακομιστών. Στον συγκεκριμένο αλγόριθμο τα εικονικά μηχανήματα κατατάσσονται ανάλογα με το ποσοστό χρήσης της CPU που απαιτούν. Στην συνέχεια κάθε εικονικό μηχάνημα ενσωματώνεται στον διακομιστή στον οποίο θα επιφέρει την ελάχιστη αύξηση στην κατανάλωση ισχύος. Αυτό επιτρέπει την εκμετάλλευση της υποκείμενης υποδομής χρησιμοποιώντας πρώτα τους ενεργειακά αποδοτικούς κόμβους. Ο MBFD αλγόριθμος συμπληρώνεται με έναν αλγόριθμο συντομότερης διαδρομής για την ενσωμάτωση των ζεύξεων προκειμένου να μπορεί να χρησιμοποιηθεί σε ένα περιβάλλον δικτυακού νέφους και εικονικοποίησης.

Η αξιολόγηση των αλγορίθμων γίνεται ανάλογα με τα μετρικά στοιχεία που παρουσιάζονται στον Πίνακα 8.1. Το Κόστος ενσωμάτωσης, το Κέρδος Ενσωμάτωσης και το Ποσοστό Επιτυχών Αιτημάτων χρησιμοποιούνται για την αξιολόγηση της απόδοσης της κατανομής πόρων, ο Αριθμός των Αλμάτων χρησιμοποιείται για την αξιολόγηση της παρεχόμενης ποιότητας υπηρεσίας, ενώ η Κατανάλωση Ισχύος, οι Ενεργοί Διακομιστές, η Χρήση της CPU και η Διασπορά της CPU χρησιμοποιούνται για την αξιολόγηση της ενεργειακής αποδοτικότητας της λύσης. Συγκεκριμένα, η Κατανάλωση Ισχύος μετράει την απόδοση ως προς την ισχύ του αλγορίθμου και μετριέται σε Watts. Είναι ο πιο άμεσος τρόπος για την αξιολόγηση της ενεργειακής αποδοτικότητας και εξετάζει την συνολική κατανάλωση ισχύος όλης της φυσικής υποδομής (Kim, 2009). Ο αριθμός των Ενεργών Διακομιστών σχετίζεται άμεσα με την κατανάλωση ισχύος. Μια μείωση στον αριθμό των ενεργών διακομιστών οδηγεί σε μείωση στην κατανάλωση της ισχύος, καθώς ακόμα και ένας αδρανής διακομιστής μπορεί να καταναλώνει το 70% της μέγιστης κατανάλωσης ισχύος του. Το ποσοστό Χρήσης της CPU μετράει το μέσο ποσοστό χρήσης των ενεργών διακομιστών και αποτελεί μέτρο για την αξιολόγηση της τεχνικής ενοποίησης που χρησιμοποιείται. Για μεγάλης κλίμακας ενοποίηση στους ενεργούς διακομιστές θα παρατηρηθεί μια αύξηση στην χρήση της CPU. Τέλος η διασπορά της χρήσης CPU στους ενεργούς διακομιστές αποτελεί ένδειξη του κατά πόσο επιτυγχάνεται εξισορρόπηση φόρτου μεταξύ των ενεργών διακομιστών.

Πίνακας 8.1 Μετρικά Αξιολόγησης

Κόστος Ενσωμάτωσης	$C(G^V) = \sum_{e^V \in EV} \sum_{e^S \in ES} f_{e^S}^{e^V} + \sum_{n^V \in NV} \sum_{i=1}^I c_i(n^V)$
Κέρδος Ενσωμάτωσης	$R(G^V) = \sum_{e^V \in EV} b(e^V) + \sum_{n^V \in NV} \sum_{i=1}^I c_i(n^V)$
Ποσοστό Επιτυχών Αιτημάτων	Το μέσο ποσοστό επιτυχών ενσωματωμένων αιτημάτων
Αριθμός Αλμάτων	Ο μέσος αριθμός αλμάτων που αντιστοιχούν σε κάθε εικονική ζεύξη
Κατανάλωση Ισχύος	Η συνολική κατανάλωση ισχύος στην φυσική υποδομή
Ενεργοί Διακομιστές	Ο συνολικός αριθμός των ενεργών διακομιστών στην φυσική υποδομή
Χρήση της CPU	Μέση χρήση της CPU των ενεργών διακομιστών
Διασπορά της CPU	Η Διασπορά χρήσης της CPU μεταξύ των ενεργών διακομιστών

8.5.1 Ρύθμιση Πειράματος

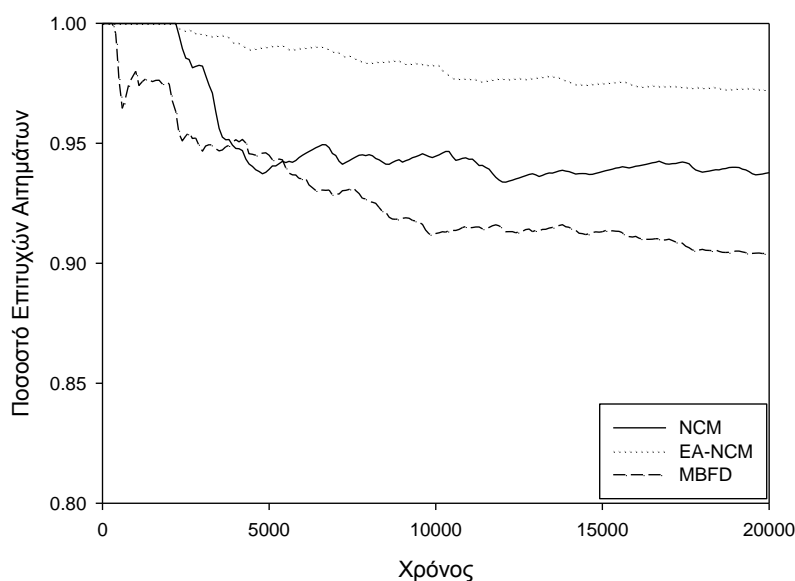
Ακολουθώντας την πειραματική ρύθμιση των προηγούμενων κεφαλαίων, το φυσικό δίκτυο αποτελείται από 50 κόμβους, ενώ κάθε κόμβος σχετίζεται με ένα σύνολο από μη λειτουργικά χαρακτηριστικά (CPU, μνήμη, χώρος αποθήκευσης). Όπως και στα προηγούμενα κεφάλαια, τα μη λειτουργικά χαρακτηριστικά και η χωρητικότητα σε εύρος ζώνης των φυσικών ζεύξεων κυμαίνονται ομοιόμορφα στο διάστημα [50-100]. Οι τοπολογίες υποστρώματος δημιουργούνται τυχαία σαν τοπολογίες μερικού πλέγματος με συνδεσιμότητα 50%. Επιπλέον θεωρείται ότι ένας αδρανής διακομιστής καταναλώνει 175W ενώ η μέγιστη κατανάλωση ισχύος για 100% χρήση της CPU είναι 250W.

Όμοια, ένα εικονικό αίτημα έχει ένα σύνολο από μη λειτουργικά χαρακτηριστικά με απαιτήσεις σε χωρητικότητα που κυμαίνονται ομοιόμορφα στο διάστημα [0-20] ενώ κάθε εικονική ζεύξη έχει απαιτήσεις σε εύρος ζώνης που κυμαίνονται ομοιόμορφα στο διάστημα [0-50]. Ο αριθμός των εικονικών μηχανημάτων σε κάθε αίτημα είναι τυχαίος και κυμαίνεται στο διάστημα 2 με 10 ενώ το ποσοστό συνδεσιμότητας μεταξύ των εικονικών κόμβων είναι 50%. Τα εικονικά αιτήματα εισέρχονται στο σύστημα σύμφωνα με την διαδικασία αφίξεων Poisson με ρυθμό 4 αιτήματα ανά 100 χρονικές στιγμές. Κάθε αίτημα θεωρείται ότι έχει διάρκεια ζωής που ακολουθεί την εκθετική κατανομή με μέσο όρο 1000 χρονικές στιγμές. Κάθε προσομοίωση εκτελείται για 1000 αιτήματα ενώ επαναλαμβάνεται 10 φορές.

Όσον αφορά την μεταφορά των εικονικών μηχανημάτων και την παρακολούθηση της κατάστασης των διακομιστών, η μέση χρήση της CPU παρακολουθείται κάθε 500 χρονικές στιγμές ενώ ένας μέγιστος αριθμός 5 αιτημάτων με την μεγαλύτερη υπολειπόμενη διάρκεια ζωής επιλέγεται για την μεταφορά των πόρων κάθε φορά. Με αυτόν τον τρόπο πραγματοποιούνται το πολύ 200 μεταφορές αιτημάτων προσπαθώντας να κρατηθεί η επιβάρυνση του δικτύου λόγω μεταφορών σε σχετικά χαμηλά επίπεδα.

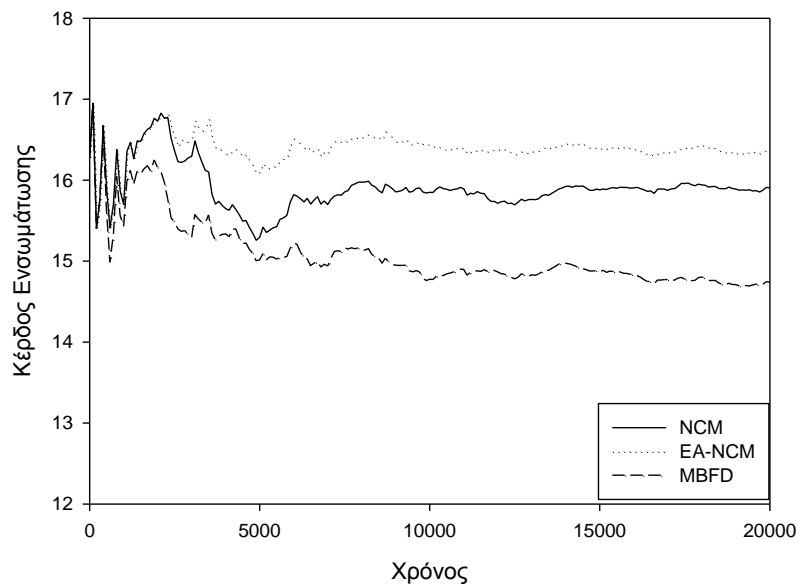
8.5.2 Αριθμητικά Αποτελέσματα

Τα Σχ. 8.1 και 8.2 παρουσιάζουν την συμπεριφορά των τριών αλγορίθμων που εξετάζονται (NCM, EA-NCM και MBFD), για τα μετρικά στοιχεία του ποσοστού επιτυχών αιτημάτων και κέρδους ενσωμάτωσης. Όπως ήταν αναμενόμενο ο MBFD αλγόριθμος έχει το χαμηλότερο ποσοστό επιτυχών αιτημάτων καθώς έχει ως μοναδικό στόχο την μείωση της κατανάλωσης ενέργειας. Από την άλλη η χρήση του EA-NCM οδηγεί σε αύξηση του ποσοστού επιτυχών αιτημάτων σε σχέση με τον NCM. Αυτό μπορεί να εξηγηθεί από το Σχ. 8.3 όπου παρουσιάζεται ο μέσος αριθμός αλμάτων για κάθε εικονική ζεύξη. Ο στόχος που τίθεται από τον NCM αλγόριθμο για την ελαχιστοποίηση του αριθμού των αλμάτων μπορεί να οδηγήσει σε μείωση του αριθμού των εικονικών αιτημάτων που ενσωματώνονται επιτυχώς στο φυσικό υπόστρωμα. Από την άλλη, ο EA-NCM αλγόριθμος έχοντας ως επιπλέον στόχο την μείωση της κατανάλωσης ισχύος έχει ως αποτέλεσμα την αύξηση του μέσου αριθμού αλμάτων καθώς και την αύξηση του ποσοστού επιτυχών αιτημάτων.

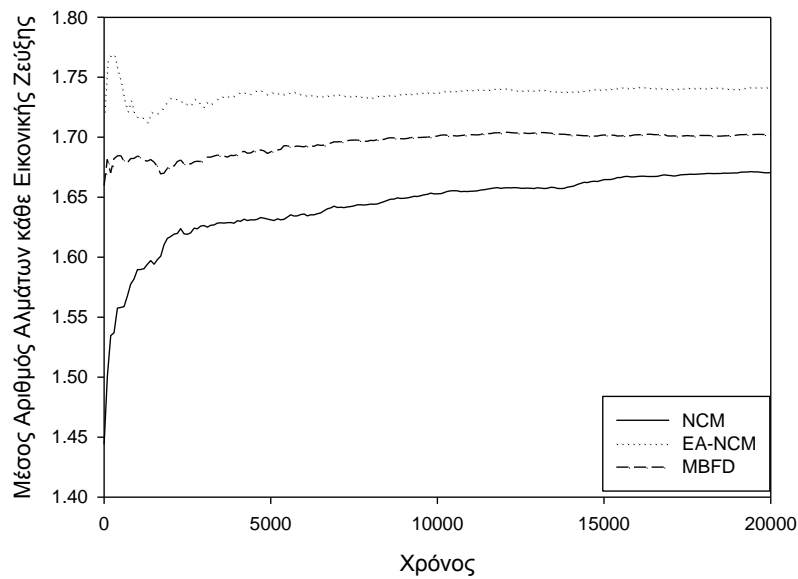


Σχ. 8.1 Ποσοστό Επιτυχών Αιτημάτων

Κεφάλαιο 8 – Ενεργειακά Ενήμερη Ενσωμάτωση Εικονικών Δικτύων

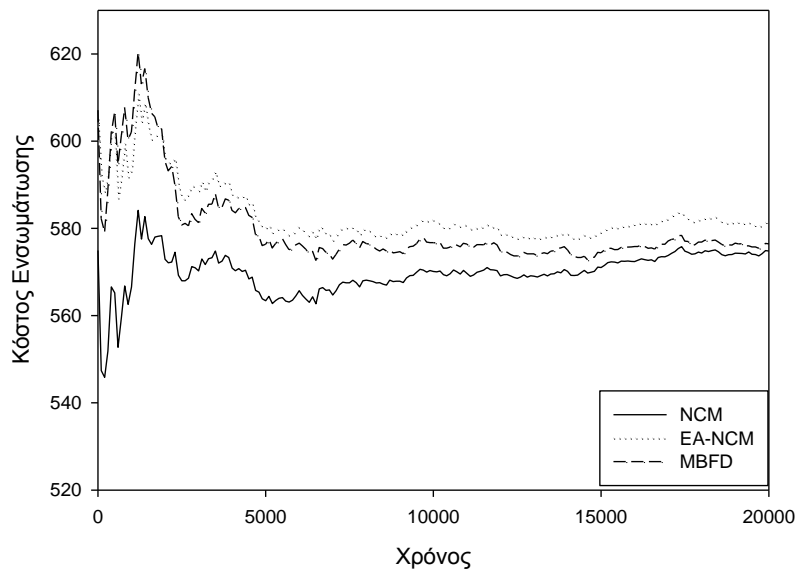


Σχ. 8.2 Κέρδος Ενσωμάτωσης



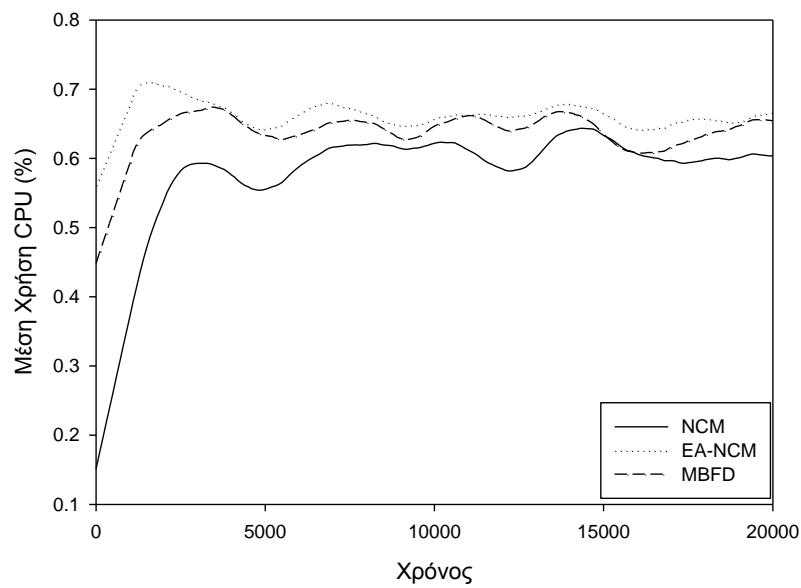
Σχ. 8.3 Μέσος Αριθμός Αλλαγών για κάθε Εικονική Ζεύξη

Το Σχ. 8.4 απεικονίζει ότι ο NCM αλγόριθμος υπερτερεί σε σχέση με τους ενεργειακά ενήμερους αλγορίθμους ως προς το κόστος ενσωμάτωσης. Αυτό δικαιολογείται για άλλη μια φορά από τον χαμηλό μέσο αριθμό αλλαγών για κάθε εικονική ζεύξη. Όμοια, καθώς ο MBFD αλγόριθμος χρησιμοποιεί έναν αλγόριθμο συντομότερης διαδρομής μπορεί να επιτύχει ένα χαμηλό μέσο αριθμό αλλαγών και συνεπώς χαμηλό κόστος ενσωμάτωσης.

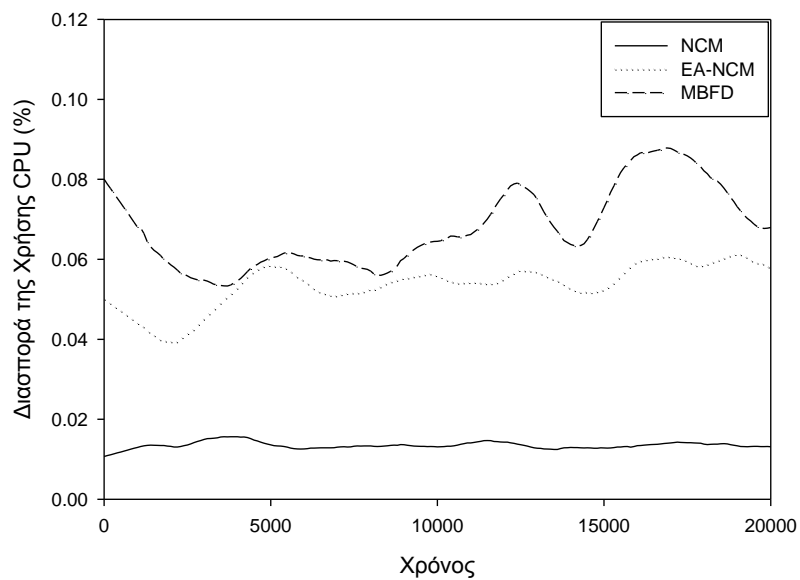


Σχ. 8.4 Κόστος Ενσωμάτωσης

Όσον αφορά την εξισορρόπηση φόρτου, όπως φαίνεται και από το Σχ. 8.5 ο NCM αλγόριθμος έχει την χαμηλότερη μέση χρήση της CPU. Παρόλα αυτά το σχήμα αυτό δεν δείχνει με εμφανή τρόπο την διαφορά ανάμεσα στους δύο ενεργά ενήμερους αλγορίθμους, καθώς λόγω του χαμηλού ποσοστού επιτυχών αιτημάτων ο MBFD εμφανίζει ελάχιστα μικρότερη χρησιμοποίηση της CPU σε σχέση με τον EA-NCM. Για αυτόν τον λόγο χρησιμοποιείται η σύγκριση της διασποράς της χρήσης της CPU ανάμεσα στους ενεργούς διακομιστές και η οποία παρουσιάζεται στο Σχ. 8.6. Όπως ήταν αναμενόμενο για άλλη μια φορά ο NCM αλγόριθμος εμφανίζει μια διασπορά περίπου 1% μεταξύ των ενεργών διακομιστών επαληθεύοντας την αποδοτική εξισορρόπηση φόρτου που επιτυγχάνει. Η προσθήκη του όρου ελαχιστοποίησης της αύξησης της κατανάλωσης ισχύος για τον EA-NCM αλγόριθμο έχει ως αποτέλεσμα να αυξηθεί η διασπορά στο 5%. Αντίθετα, η διασπορά για τον MBFD αλγόριθμο κυμαίνεται στο 8%. Αυτό φανερώνει την ανταλλαγή που επιτυγχάνει ο EA-NCM μεταξύ της εξισορρόπησης φόρτου και της χρήσης της CPU των ενεργών διακομιστών.



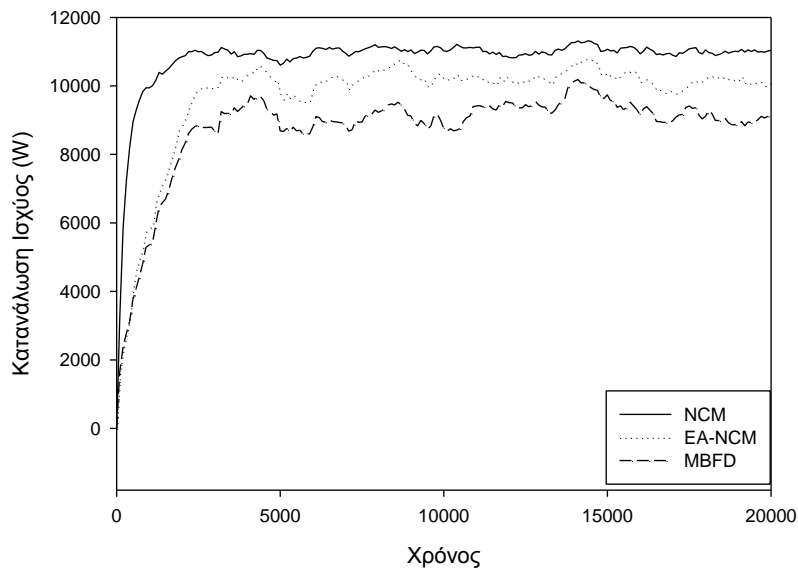
Σχ. 8.5 Μέση Χρήση της CPU των Ενεργών Διακομιστών



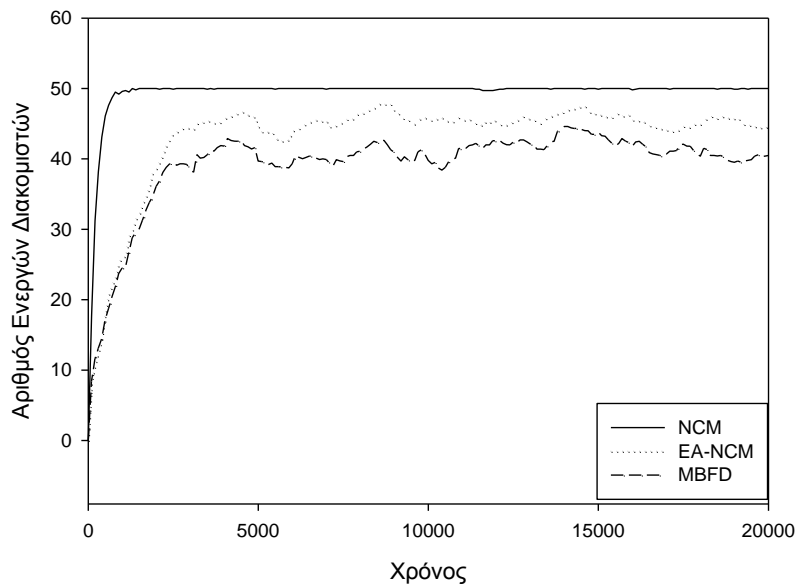
Σχ. 8.6 Διασπορά της Χρήσης CPU των Ενεργών Διακομιστών

Τέλος τα Σχ. 8.7 και 8.8 απεικονίζουν τα αποτελέσματα σχετικά με την κατανάλωση ισχύος. Ο NCM αλγόριθμος εξαιτίας του στόχου εξισορρόπησης φόρτου χρησιμοποιεί ένα μεγαλύτερο σύνολο διακομιστών, το οποίο γίνεται εμφανές και από την αυξημένη κατανάλωση ισχύος που παρουσιάζει. Από την άλλη πλευρά, ο MBFD αλγόριθμος, ο οποίος έχει ως μόνο στόχο την ελαχιστοποίηση της κατανάλωσης ισχύος στην φυσική υποδομή, έχει ως αποτέλεσμα την χρήση ενός μικρού αριθμού ενεργών διακομιστών και για αυτόν τον λόγο και χαμηλή κατανάλωση ισχύος (18% λιγότερο από τον NCM). Για άλλη μια φορά, ο EA-NCM αλγόριθμος καταφέρνει να βρει μια μέση λύση μεταξύ ενός άπληστου ενεργειακά ενήμερου αλγόριθμου και ενός αλγόριθμου προσανατολισμένου προς την εξισορρόπηση φόρτου. Συγκεκριμένα,

καταφέρνει να μειώσει την κατανάλωση ισχύος κατά 10% περίπου και να χρησιμοποιήσει λιγότερο φυσικό εξοπλισμό ακόμα και σε περιόδους αυξημένης εξυπηρέτησης. Οι αυξομειώσεις που παρατηρούνται στους δύο ενεργά ενήμερους αλγορίθμους είναι αποτέλεσμα της μεταφοράς πόρων που χρησιμοποιείται προκειμένου να απενεργοποιηθούν οι διακομιστές με χαμηλή χρήση CPU. Επιπλέον, σε σύγκριση με τα Σχ. 8.5 και 8.6 γίνεται φανερή η ανταλλαγή που υπάρχει μεταξύ της κατανάλωσης ισχύος και της εξισορρόπησης φόρτου της CPU στους ενεργούς διακομιστές.



Σχ. 8.7 Μέση Κατανάλωση Ισχύος της Φυσικής Υποδομής



Σχ. 8.8 Αριθμός Ενεργών Διακομιστών της Φυσικής Υποδομής

Συνολικά, ο αλγόριθμος EA-NCM προσφέρει μια ανταλλαγή μεταξύ της κατανάλωσης ισχύος και της εξισορρόπησης φόρτου της χρήσης της CPU μεταξύ των ενεργών διακομιστών της φυσικής υποδομής, σε σύγκριση με τους αλγορίθμους NCM και MBFD. Ο EA-NCM υπερτερεί του NCM και του MBFD σε σχέση με τον αριθμό των αιτημάτων που εξυπηρετούνται, αυξάνοντας το κέρδος του παρόχου υποδομής μαζί με το κόστος ενσωμάτωσης. Συγκεκριμένα μέσω της περιοδικής μεταφοράς εικονικών μηχανημάτων επιτυγχάνει την απενεργοποίηση των διακομιστών με χαμηλό φορτίο αλλά ταυτόχρονα επιτυγχάνει την απαραίτητη εξισορρόπηση φόρτου ανάμεσα στους ενεργούς διακομιστές της φυσικής υποδομής. Αυτό οδηγεί σε μεγαλύτερο ποσοστό επιτυχών αιτημάτων με κόστος όμως μια μικρή αύξηση στον μέσο αριθμό αλμάτων που αντιστοιχούν σε κάθε εικονική ζεύξη.

Κεφάλαιο 9 – Συμπεράσματα και Μελλοντική Εργασία

9.1 Συμπεράσματα

Τα εικονικά δίκτυα αποτελούν σημαντικό στοιχείο για την εξέλιξη του Διαδικτύου. Το παραδοσιακό Διαδίκτυο εμφανίζει σημαντικές δυσκολίες ως προς την ανάπτυξη και δοκιμή νέων αρχιτεκτονικών και πρωτοκόλλων. Προς αυτήν την κατεύθυνση η εικονικοποίηση και τα εικονικά δίκτυα έχουν προταθεί ως η κύρια λύση για την αντιμετώπιση των περιορισμών του σύγχρονου Διαδικτύου. Συγκεκριμένα η εικονικοποίηση επιτρέπει την ταυτόχρονη συνύπαρξη πολλαπλών εικονικών δικτύων πάνω από το ίδιο φυσικό δίκτυο δίνοντας την δυνατότητα χρήσης, ελέγχου και ανάπτυξης διαφορετικών τεχνολογιών, αρχιτεκτονικών και πρωτοκόλλων εξασφαλίζοντας ταυτόχρονα την απαραίτητη απομόνωση μεταξύ των ετερογενών εικονικών δικτύων.

Παρόλα αυτά, η από κοινού χρήση των περιορισμένων πόρων του φυσικού δικτύου από ένα συγκριτικά μεγάλο αριθμό εικονικών δικτύων εισάγει το πρόβλημα της αποτελεσματικής ενσωμάτωσης εικονικών δικτύων. Το πρόβλημα αυτό αποτελεί το πιο σημαντικό τμήμα της δημιουργίας και ενεργοποίησης των εικονικών δικτύων και είναι το κύριο αντικείμενο μελέτης της διατριβής αυτής, ιδίως λόγω των σημαντικών προκλήσεων αλλά και της δυσκολίας επίλυσης που παρουσιάζει.

Συγκεκριμένα, η ενσωμάτωση εικονικών δικτύων αποτελεί ένα πολύπλοκο και πολυδιάστατο πρόβλημα ενώ πολλές φορές είναι υπολογιστικά αδύνατο να λυθεί σε πολυωνυμικό χρόνο. Για τον λόγο αυτό έχουν προταθεί αρκετές μέθοδοι για την εύρεση κατάλληλων και αποδοτικών λύσεων για την επιτυχή ΕΕΔ. Πολλές μελέτες εισάγουν μια απλουστευμένη μορφή του προβλήματος ώστε να μειωθεί η πολυπλοκότητα επίλυσης. Η υπόθεση ότι όλα τα αιτήματα εικονικών δικτύων είναι γνωστά εκ των προτέρων ή ότι διαθεσιμότητα των φυσικών πόρων είναι απεριόριστη είναι μερικές από τις απλοποιήσεις που έχουν προταθεί. Άλλες μελέτες υποθέτουν την ύπαρξη ενός μέρους από τα σύνολο των λειτουργικών και μη λειτουργικών χαρακτηριστικών γνωρισμάτων των φυσικών πόρων για την ευκολότερη αντιστοίχιση των εικονικών πόρων. Άλλες τεχνικές λαμβάνουν υπόψη την δυναμικότητα που προσφέρει η εικονοποίηση δικτύων με τον ανασχηματισμό της λύσης ΕΕΔ για ακόμα καλύτερη αξιοποίηση των φυσικών πόρων, κάνοντας χρήση της τεχνικής μεταφοράς των εικονικών μηχανημάτων. Τέλος, η ύπαρξη πολλαπλών παρόχων υπηρεσιών ή το ίδιο το μέγεθος του εικονικού δικτύου μπορεί να οδηγήσει σε τμηματοποίηση του είτε για την κατανομή του στους διάφορους παρόχους υπηρεσιών είτε για να μειωθεί η πολυπλοκότητα της ενσωμάτωσης.

Στην διατριβή αυτή αντιμετωπίστηκε το πρόβλημα της ανάθεσης πόρων σε περιβάλλον εικονικοποίησης / δικτυακού νέφους, παίρνοντας υπόψη την ύπαρξη ετερογενών πόρων ενώ προτάθηκε μια προσεγγιστική μέθοδος για την αποδοτική επίλυση του προβλήματος. Συγκεκριμένα αναπτύχθηκε ένας αλγόριθμος Μεικτού Ακέραιου Προγραμματισμού, με όνομα Networked Cloud Mapping (NCM) λαμβάνοντας υπόψη και το επίπεδο παροχής ποιότητας υπηρεσίας προς τον τελικού χρήστη δίνοντας την δυνατότητα δέσμευσης εικονικών πόρων σύμφωνα με μια διαδικασία εγγυημένης ή ασθενούς παροχής ποιότητας υπηρεσίας. Η επίλυση του προβλήματος απλοποιείται με την χαλάρωση του πεδίου ορισμού των ακέραιων μεταβλητών, ενώ η λύση ολοκληρώνεται με την επίλυση του προβλήματος πολυπροϊοντικής ροής για την ενσωμάτωση των ζεύξεων. Η λύση αυτή αξιολογείται σε ένα κατάλληλο περιβάλλον προσομοίωσης που αναπτύχθηκε και επεκτάθηκε στα πλαίσια της διατριβής αυτής και ονομάζεται CVI-Sim ενώ τα αποτελέσματα που εξάγονται συγκρίνονται με δύο γνωστούς και διαδεδομένους ευρετικούς αλγορίθμους της βιβλιογραφίας (G-SP και G-MCF). Η αξιολόγηση αυτή καταλήγει στο συμπέρασμα ότι ο NCM γενικά υπερτερεί των δύο άλλων αλγορίθμων. Συγκεκριμένα ο NCM αλγόριθμος παρέχει μια συμβιβαστική λύση μεταξύ των αλγορίθμων G-SP και G-MCF ως προς το ποσοστό επιτυχών ενσωματώσεων και τον μέσο αριθμό των αλμάτων για κάθε εικονική ζεύξη. Ταυτόχρονα όμως ο NCM καταφέρνει να ενσωματώνει αιτήματα που προσδίδουν περισσότερο κέρδος με ανεκτό κόστος ενσωμάτωσης.

Στην συνέχεια της διατριβής παρουσιάστηκε το πρόβλημα της κατανομής των πόρων σε ένα περιβάλλον από διασυνδεδεμένους πάροχους υποδομής. Για την αντιμετώπιση του προβλήματος αυτού, προτείνεται ένας αλγόριθμος υψηλής απόδοσης ως προς το συνολικό κόστος ενσωμάτωσης αλλά και ως προς τον χρόνο εκτέλεσης. Συγκεκριμένα, χρησιμοποιείται ο μεταευρετικός αλγόριθμος ILS για την αποτελεσματική τμηματοποίηση ενός αιτήματος εικονικού δικτύου ανάμεσα σε έναν αριθμό από παρόχους υποδομής λαμβάνοντας υπόψη τους πόρους που μπορεί να προσφέρει ο κάθε πάροχος. Αυτό επιτυγχάνεται μέσω του ορισμού του κόστους παροχής πόρων από κάθε πάροχο νέφους, το οποίο σχετίζεται με την διαθεσιμότητα των πόρων αλλά και την μέση χρησιμοποίησή τους. Τα αριθμητικά αποτελέσματα που προκύπτουν από την αξιολόγηση του αλγορίθμου αποδεικνύουν την αποδοτικότητα της προτεινόμενης τεχνικής. Ο προτεινόμενος αλγόριθμος ILS συγκρίνεται με έναν αλγόριθμο Μεικτού Ακέραιου Προγραμματισμού που εξάγει την βέλτιστη λύση του προβλήματος. Εκτενής αριθμός προσομοιώσεων επαληθεύουν την αποδοτικότητα της τμηματοποίησης ως προς το τελικό κόστος ενσωμάτωσης αλλά και ως προς τον χρόνο εκτέλεσης του αλγορίθμου για ένα μεγάλο αριθμό πειραμάτων με διαφορετικά μεγέθη εικονικών δικτύων και με διαφορετικά χαρακτηριστικά των υποκείμενων φυσικών υποδομών. Στην συνέχεια η χρήση ενός αποδοτικού αλγορίθμου Ενσωμάτωσης Εικονικών Δικτύων όπως ο NCM μπορεί να ενισχύσει ακόμα περισσότερο την συνολική αποτελεσματικότητα της προτεινόμενης διαδικασίας ενσωμάτωσης, αντιστοιχίζοντας αποδοτικά κάθε τμήμα του εικονικού

δικτύου στον αντίστοιχο πάροχο υποδομής ελαχιστοποιώντας το κόστος εσωτερικής ενσωμάτωσης επιτυγχάνοντας παράλληλα την απαραίτητη εξισορρόπηση φόρτου.

Το τρίτο σκέλος της διατριβής μελετά την ενίσχυση της αποδοτικότητας της επίλυσης του προβλήματος της κατανομής των εικονικών πόρων με την εισαγωγή των κοινωνικών χαρακτηριστικών και της ανάλυσης των κοινωνικών δικτύων στην λύση της Ενσωμάτωσης των Εικονικών Δικτύων. Συγκεκριμένα, αναγνωρίζοντας την τομή των τελευταίων τάσεων των τεχνολογιών αιχμής όπως της εικονικοποίησης, της ανάλυσης των κοινωνικών δικτύων και των κεντρικοποιημένων αρχιτεκτονικών του Διαδικτύου του Μέλλοντος, ο σχεδιασμός του προβλήματος ενσωμάτωσης εικονικών δικτύων επεκτάθηκε εισάγοντας τα κοινωνικά χαρακτηριστικά του δικτύου κατά την διάρκεια επίλυσης. Η προσθήκη της κοινωνικών χαρακτηριστικών στην μοντελοποίηση του προβλήματος και στην επίλυση της ΕΕΔ έχει δύο στόχους i) την αύξηση της αποδοτικότητας του αλγορίθμου ενσωμάτωσης και ii) την καλύτερη αξιολόγηση της λύσης ενσωμάτωσης. Σχετικά με τον πρώτο στόχο, η προσθήκη των κοινωνικών χαρακτηριστικών στην διαδικασία ενσωμάτωσης οδηγεί σε αποτελεσματικές λύσεις ως προς το κόστος ενσωμάτωσης, αλλά και σε αυξημένη απόδοση ως προς το κέρδος και το ποσοστό επιτυχών ενσωματώσεων αιτημάτων εικονικών δικτύων. Η προτεινόμενη λύση συντελεί στην αύξηση της αποδοτικότητας της κατανομής των φυσικών πόρων μεταξύ των αιτημάτων εικονικών δικτύων, καθώς οδηγεί την λύση αρχικά στην επιλογή πιο κεντρικών κόμβων, σε σχέση με τα κοινωνικά τους χαρακτηριστικά, ενώ στην συνέχεια η λύση οδηγείται στην εξερεύνηση και χρήση της περιφέρειας του δικτύου υποστρώματος. Όσον αφορά τον δεύτερο στόχο, τα κοινωνικά μετρικά στοιχεία που χρησιμοποιούνται για την αξιολόγηση του αλγορίθμου αποτελούν κατάλληλους δείκτες για την i) αναγνώριση της γεωγραφικής διασποράς των κόμβων που επιλέγονται από την λύση ενσωμάτωσης ii) την ποσοτικοποίηση της δυνατότητας ανάπτυξης αναπαραγωγίμων τοπολογιών εικονικών δικτύων και iii) την απεικόνιση της διαφοράς των τοπολογικών χαρακτηριστικών και της παρεχόμενης ποιότητας υπηρεσίας από την χρήση διαφορετικών υποκείμενων φυσικών υποδομών.

Στην συνέχεια το πρόβλημα της ενσωμάτωσης εικονικών δικτύων μελετήθηκε για την ανάπτυξη μιας εφαρμογής Δικτύων Διανομής Περιεχομένου. Συγκεκριμένα, αναπτύχθηκε ένα ιεραρχικό πλαίσιο εργασίας για την ανάπτυξη Δικτύου Διανομής Περιεχομένου προσανατολισμένου στην τεχνολογία του νέφους (CCDN). Το πρόβλημα μελετήθηκε σε ένα περιβάλλον πολλαπλών παρόχων νέφους και ουσιαστικά αποτελείται από το πρόβλημα τμηματοποίησης και από το πρόβλημα τοποθέτησης διακομιστών αναπαραγωγής. Για την επίλυση του προβλήματος το πιθανό πελατολόγιο ενός αιτήματος CCDN σχεδιάζεται σαν ένας γράφος κατανομής περιεχομένου. Αρχικά χρησιμοποιείται ο αλγόριθμος ILS για την τμηματοποίηση του γράφου και την εξαγωγή μιας αποδοτικής λύσης ως προς το κόστος τμηματοποίησης του γράφου κατανομής περιεχομένου μεταξύ των παρόχων νέφους. Στην συνέχεια για την επίλυση του προβλήματος τοποθέτησης αντιγράφων στο περιβάλλον δικτυακού υπολογιστικού νέφους, προτείνονται δύο νέοι αλγόριθμοι τοποθέτησης διακομιστών

αναπαραγωγής κάνοντας χρήση της ανάλυσης κοινωνικών δικτύων (VSP και SNA-VSP). Με αυτόν τον τρόπο τελικά παράγεται ένα ολοκληρωμένο CCDN πάνω από δικτυακά νέφη, προσφέροντας υπηρεσίες κατανομής περιεχομένου σε μια συγκεκριμένη περιοχή εξυπηρέτησης. Η συνολική λύση συμπληρώνεται με τις απαραίτητες ζεύξεις που διασύνδεουν τα διαφορετικά νέφη που χρησιμοποιούνται για την ανάπτυξη του CCDN όπως προκύπτουν από την λύση της τμηματοποίησης. Τα αριθμητικά αποτελέσματα από την μοντελοποίηση και προσομοίωση που πραγματοποιήθηκε επιτρέπουν την λεπτομερή αξιολόγηση και απόδειξη της αποτελεσματικότητας των προτεινόμενων μεθόδων. Συγκεκριμένα, όσον αφορά την τμηματοποίηση του γράφου κατανομής περιεχομένου, εκτενής αριθμός προσομοιώσεων αποκαλύπτουν τις δυνατότητες κλιμάκωσης του αλγορίθμου τμηματοποίησης αλλά και την αποδοτικότητα του μοντέλου κόστους που χρησιμοποιήθηκε για την κατάλληλη τμηματοποίηση του γράφου. Ακολούθως πραγματοποιήθηκε η αξιολόγηση των προτεινόμενων αλγορίθμων τοποθέτησης διακομιστών αναπαραγωγής και η σύγκριση τους με κατάλληλους αλγορίθμους της βιβλιογραφίας (GS και GU). Τα αποτελέσματα που εξάγονται επιδεικνύουν την αποτελεσματικότητα των προτεινόμενων αλγορίθμων ως προς το κόστος ενσωμάτωσης και ανάπτυξης του CCDN, τον αριθμό των διακομιστών αναπαραγωγής που απαιτούνται αλλά και ως προς τον μέσο αριθμό αλμάτων, ενώ αποδεικνύουν και την θετική επίδραση που έχει η χρήση των κοινωνικών χαρακτηριστικών κατά την σχεδίαση του CCDN.

Το πλαίσιο εργασίας επεκτάθηκε με την εκτέλεση ενός πειράματος σχεδίασης και ανάπτυξης ενός ασύρματου δικτύου διανομής περιεχομένου πάνω από ένα σύνολο ασύρματων πειραματικών υποδομών. Το πείραμα δίνει την δυνατότητα ανάπτυξης, λειτουργίας και αξιολόγησης της απόδοσης των προτεινόμενων αλγορίθμων τοποθέτησης διακομιστών αναπαραγωγής σε πραγματικό χρόνο. Τα αποτελέσματα του πειράματος συμφωνούν με τις προσομοιώσεις που εκτελέστηκαν και στο περιβάλλον πολλαπλών παρόχων νέφους επαληθεύοντας την λειτουργικότητα και την απόδοση των αλγορίθμων σε μια ασύρματη πειραματική πλατφόρμα. Στην συνέχεια το πείραμα εκτελείται σε ένα μεγαλύτερης κλίμακας ασύρματο περιβάλλον αποτελούμενο από ετερογενείς πειραματικές πλατφόρμες (π.χ. w-iLab.t/PlanetLab) αποδεικνύοντας τις δυνατότητες κλιμάκωσης του προτεινόμενου πλαισίου εργασίας. Επιπλέον τα αποτελέσματα του πειράματος στην πειραματική πλατφόρμα του w-iLab.t αποδεικνύεται ότι είναι αναπαραγωγίμοιο τόσο ως προς τον χρόνο (χρονική επαναληψιμότητα) όσο και ως προς τον χώρο (χωρική επαναληψιμότητα).

Τέλος η διατριβή ασχολήθηκε με το θέμα της ενεργειακά ενήμερης κατανομής των εικονικών πόρων σε περιβάλλον εικονικοποίησης / δικτυακού υπολογιστικού νέφους. Αναγνωρίζοντας την ανάγκη για την βελτιστοποίηση της κατανάλωσης ενέργειας της φυσικής υποδομής ως μέσο για την μείωση του οικολογικού και λειτουργικού κόστους της υποδομής, προτάθηκε η επέκταση του NCM αλγορίθμου για την δημιουργία μιας ενεργειακά-ενήμερης λύσης ενσωμάτωσης εικονικών δικτύων (EA-NCM) κάνοντας χρήση της τεχνικής της δυναμικής ενοποίησης

διακομιστών. Ο προτεινόμενος αλγόριθμος παρέχει μια προσεγγιστική λύση επιτυγχάνοντας να βρει μια συμβιβαστική λύση μεταξύ της εξισορρόπησης φόρτου και της κατανάλωσης ισχύος στην φυσική υποδομή. Ο EA-NCM αλγόριθμος αξιολογείται και συγκρίνεται με τον NCM αλγόριθμο και με έναν αποδοτικά ενεργειακά ενήμερο αλγόριθμο που προτείνεται στην βιβλιογραφία (MBFD). Τα αποτελέσματα αποδεικνύουν ότι ο προτεινόμενος EA-NCM αλγόριθμος βρίσκει μια μέση λύση μεταξύ μιας καθαρά ενεργειακά ενήμερης τεχνικής και ενός αλγορίθμου προσανατολισμένου προς την επίτευξη εξισορρόπησης φόρτου. Συγκεκριμένα ο EA-NCM οδηγεί σε αυξημένο ποσοστό επιτυχών ενσωματώσεων αιτημάτων εικονικών δικτύων και αυξημένο κέρδος ενσωμάτωσης με κόστος όμως μια μικρή αύξηση στον μέσο αριθμό αλμάτων μεταξύ των διασυνδεδεμένων εικονικών μηχανημάτων, ενώ παράλληλα επιτυγχάνει την επιθυμητή μείωση της κατανάλωσης ισχύος της υποδομής.

9.2 Μελλοντική Εργασία

Η μελλοντική εργασία κατευθύνεται σε τρεις κύριους τομείς: στην μελέτη της κατανομής πόρων σε ασύρματες υποδομές, στην περαιτέρω εξερεύνηση της ενεργειακής απόδοσης της ενσωμάτωσης εικονικών δικτύων και τέλος στην μελέτη της ποιότητας εμπειρίας (Quality of Experience – QoE) στον τελικό χρήστη σε περίπτωση ανάπτυξης CCDN δικτύων.

Ασύρματη Ενσωμάτωση Εικονικών Δικτύων: Στην παρούσα διατριβή μελετήθηκε περισσότερο η τεχνολογία της εικονικοποίησης σε ενσύρματα και σταθερά δίκτυα και υποδομές. Υπάρχει όμως η περίπτωση που δεν υπάρχει ενσύρματη υποκείμενη φυσική υποδομή ή προτιμάται η ασύρματη. Μια τέτοια περίπτωση μελετήθηκε και στο κεφάλαιο 7 όπου αναπτύχθηκε μια CCDN αρχιτεκτονική για τον σχεδιασμό δικτύων διανομής περιεχομένου πάνω από ασύρματες πειραματικές πλατφόρμες. Η επέκταση του πλαισίου εργασίας σε ετερογενή ασύρματα περιβάλλοντα εισάγει επιπλέον περιορισμούς και προκλήσεις εξαιτίας της ίδιας φύσης του ασύρματου περιβάλλοντος. Συγκεκριμένα, οι ασύρματες υπηρεσίες που προσφέρονται αλλά και οι απαιτήσεις των χρηστών επιδεικνύουν μεγάλο βαθμό ετερογένειας ενώ η απόδοση τους επηρεάζεται ανάλογα με τον χρόνο. Επιπλέον οι συνθήκες των ασύρματων καναλιών επικοινωνίας μεταβάλλονται επίσης με τον χρόνο επηρεάζοντας περαιτέρω την απόδοση. Τέλος θα πρέπει να δοθεί σημασία στην πιθανή ύπαρξη κινητών χρηστών που εισάγει επιπλέον δυσκολίες στην κατανομή των πόρων για την ανάπτυξη κατάλληλων υπηρεσιών.

Αντίστοιχα με την ενσύρματη εικονικοποίηση ο στόχος της εικονικοποίησης και στο ασύρματο περιβάλλον παραμένει η επίτευξη μιας αποδοτικής συνύπαρξης πολλαπλών πειραμάτων στην ίδια ασύρματη υποδομή που θα μπορούν να εκτελούνται ταυτόχρονα, σειριακά ή σε συνδυασμό. Παρόλα αυτά, ενώ στην

ενσύρματη εικονικοποίηση αυτό μπορεί να επιτευχθεί με την εκ των προτέρων δέσμευση της κατάλληλης χωρητικότητας σε μνήμη, CPU, εύρος ζώνης κ.λπ., στην ασύρματη εικονικοποίηση θα πρέπει παράλληλα να εξασφαλιστεί και η πλήρης απομόνωση τόσο των φυσικών συσκευών όσο και του ασύρματου φάσματος. Η δημιουργία ενός τέτοιου ολοκληρωμένου πλαισίου εργασίας αποτελεί μεγάλη ερευνητική και πρακτική πρόκληση και αποτελεί μέρος της τρέχουσας και της μελλοντικής εργασίας.

Ενεργειακά Ενήμερη Ενσωμάτωση Εικονικών Δικτύων: Στο Κεφάλαιο 8 πραγματοποιήθηκε εκτενής παρουσίαση των κύριων πηγών κατασπατάλησης ενέργειας σε μια φυσική υποδομή και των ενεργειακά ενήμερων μεθόδων που έχουν προταθεί στην βιβλιογραφία. Παράλληλα παρουσιάστηκε μια ενεργειακά-ενήμερη μέθοδος για την μείωση της κατανάλωσης ισχύος της φυσικής υποδομής κάνοντας χρήση της τεχνικής δυναμικής ενοποίησης διακομιστών.

Το πρώτο κομμάτι της μελλοντικής εργασίας βασίζεται στην σύγκριση της μεθόδου αυτής με άλλες ενεργειακά ενήμερες μεθόδους που παρουσιάστηκαν όπως η DVFS, χρήση ενεργειακά αποδοτικών δικτυακών πρωτοκόλλων κ.λπ.. Το δεύτερο κομμάτι της μελλοντικής εργασίας βασίζεται στο γεγονός ότι ενώ μέχρι τώρα η κύρια πηγή κατασπατάλησης ενέργειας στην φυσική υποδομή ήταν η χρήση της CPU, οι νέες τεχνολογίες που έχουν προταθεί καταφέρνουν να μειώσουν την συνολική συνεισφορά της CPU στην κατανάλωση ισχύος με αποτέλεσμα η κατανάλωση ισχύος που παρατηρείται από τα υπόλοιπα στοιχεία υλικού, όπως η μνήμη και οι μονάδες αποθήκευσης, να είναι πλέον συγκρίσιμες με αυτήν της CPU. Επομένως κρίνεται αναγκαία η ανάπτυξη και εύρεση νέων μοντέλων ισχύος και ενέργειας που να συμπεριλαμβάνουν την κατανάλωση ισχύος των υπόλοιπων στοιχείων υλικού και να προταθεί μια νέα ολοκληρωμένη ενεργειακά ενήμερη μέθοδος για την ενσωμάτωση των εικονικών δικτύων.

Ενσωμάτωση Εικονικών Δικτύων με Ανοχή στα Σφάλματα: Κατά την διάρκεια της διατριβής μελετήθηκε το πρόβλημα της ενσωμάτωσης των εικονικών δικτύων χωρίς ωστόσο να λαμβάνεται υπόψη η περίπτωση αστοχίας της λειτουργίας κάποιων από τους φυσικούς πόρους της υποκείμενης υποδομής. Παρόλα αυτά για να είναι η εικονικοποίηση δικτύων πρακτικά εφαρμόσιμη και αποδοτική θα πρέπει να ληφθεί υπόψιν ο παράγοντας των σφαλμάτων στα διάφορα επίπεδα ενός εικονικού περιβάλλοντος, ώστε να εξασφαλίζεται η σταθερότητα και αξιοπιστία των παρεχόμενων υπηρεσιών στον τελικό χρήστη. Συγκεκριμένα η ΕΕΔ θα πρέπει να παρουσιάζει ανοχή σε σφάλματα τόσο στην υποδομή όσο και στο ίδιο το Εικονικό Δίκτυο, είτε αυτά αφορούν κόμβους είτε ζεύξεις του δικτύου. Στόχος είναι να προταθούν νέοι αλγόριθμοι που να παρέχουν την δυνατότητα γρήγορης ανάκαμψης σε περίπτωση σφάλματος των πόρων παρέχοντας ταυτόχρονα υψηλή αποδοτικότητα ως προς την λύση της ενσωμάτωσης και ως προς την ποιότητα παρεχόμενης υπηρεσίας.

Ποιότητα Εμπειρίας Χρήστη σε CCDN: Ο όγκος της κίνησης των κινητών δεδομένων προβλέπεται να αυξηθεί κατά 11 φορές τα επόμενα 5 χρόνια με την κατανάλωση των πολυμεσικών περιεχομένων να ξεπερνάει τα δύο τρίτα της συνολικής κίνησης. Λαμβάνοντας υπόψη την αυξανόμενη αυτή κίνηση αλλά και την ευρεία επικράτηση της τεχνολογίας εικονικοποίησης και υπολογιστικού νέφους, στο κεφάλαιο 7 προτάθηκε μια αρχιτεκτονική και μεθοδολογία για τον σχεδιασμό και την ανάπτυξη ενός Δικτύου Διανομής πολυμεσικού Περιεχομένου πάνω από ασύρματες πειραματικές πλατφόρμες, εξετάζοντας μεταξύ άλλων και το παρεχόμενο επίπεδο ποιότητας υπηρεσίας προς τους τελικούς χρήστες.

Στη συνέχεια της διατριβής θα εξετασθεί η ανάπτυξη δικτύων παροχής περιεχομένου πάνω από ασύρματο περιβάλλον υπολογιστικού νέφους με στόχο την βελτιστοποίηση της ποιότητας εμπειρίας (Quality of Experience) του τελικού χρήστη, χρησιμοποιώντας τα απαραίτητα υποκειμενικά και αντικειμενικά μετρικά στοιχεία.

Στόχος της προτεινόμενης μεθοδολογίας είναι η εξέταση διαφόρων σεναρίων για την αξιολόγηση διαφορετικών τοπολογιών δικτύου βασισμένων στην τεχνολογία του υπολογιστικού νέφους, με διαφορετικό όγκο κίνησης κάθε φορά που θα αντιστοιχεί στην μελλοντική συμπεριφορά της κίνησης. Η υλοποίηση ενός τέτοιου πλαισίου εργασίας θα επιφέρει σημαντικές παρατηρήσεις στον τομέα της διανομής πολυμεσικού περιεχομένου ως προς την i) ρύθμιση της απόδοσης της πλατφόρμας του δικτύου διανομής περιεχομένου που σχεδιάζεται, ii) τον καθορισμό των απαιτήσεων της φυσικής υποδομής για τον σχεδιασμό του CDN ώστε να μπορέσει να εξυπηρετήσει τον όγκο της κίνησης που καλείται να διαμοιράσει iii) το συνολικό κόστος που απαιτείται για την ανάπτυξη ενός τέτοιου δικτύου και iv) την αξιολόγηση, σύμφωνα με συγκεκριμένους μετρικούς δείκτες ενδιαφέροντος, της απόδοσης του CCDN δικτύου ως προς την βελτιστοποίηση της ποιότητας εμπειρίας του τελικού χρήστη.

Με αυτόν τον τρόπο θα δοθεί η δυνατότητα στους παρόχους υπηρεσιών να αξιολογήσουν νέα παραδείγματα αρχιτεκτονικών ασύρματου υπολογιστικού νέφους σύμφωνα με τα προβλεπόμενα σενάρια μελλοντικής κίνησης καθορίζοντας τα μελλοντικά τους πλάνα σχεδιασμού και επένδυσης.

Βιβλιογραφία

Group, “The Open Service Orient Infrastructure Reference Framework”, <http://www.opengroup.org/projects/soa-soi/uploads/40/19218/soi-V1-5-P1.pdf>.

I. Houidi, W. Louati, D. Zeglache, “Virtual Resource Description and Clustering for Virtual Network Discovery”, ICC Workshop. Dresden: IEEE, pp. 1-6, 2009.

I. Houidi, W. Louati, D. Zeglache, P. Papadimitriou, L. Mathy, “Adaptive Virtual Network Provisioning”, VISA 2010. New York: ACM SIGCOM, pp. 41-48, 2010.

J. Lu, J. Turner, “Efficient Mapping of Virtual Networks onto a Shared Substrate”, Technical Report, Washington: Washington University, 2006.

L. Lallemand, A. Reifert, “On Force-Based Placement of Distributed Services within a Substrate Network”, EUNICE 2010, Springer, pp. 65-75, 2010.

M. Chowdhury, R. Boutaba, “A Survey of Network Virtualization”, Technical Report: CS-2008-25, 2008.

M. Chowdhury, M. Rahman, R. Boutaba, “Virtual Network Embedding with Coordinated Node and Link Mapping”, INFOCOM Rio de Janeiro IEEE, pp. 783-791, 2009

M. Chowdhury, R. Boutaba, “Network Virtualization: State of the Art and Research Challenges”, IEEE Communications Magazine, vol. 47, pp. 20-26, 2009

R. L. Aguiar, E. Onur, K. E. Skouby, “Users, Economics, Technology: Unavoidable Interdynamics”, Springer, Wireless Personal Communications, vol. 53, no. 3, pp. 437-442, May 2010.

M. Vouk, «Cloud Computing Issues, Research and Implementations.» Journal of Computing and Information Technology, vol. 4, pp. 235-236, 2008

M. Yu, Y. Yi, J. Rexford, and M. Chiang, “Rethinking virtual network embedding: substrate support for path splitting and migration,” ACM SIGCOMM Computer Communication Review, vol.38, no. 2, pp. 17–29, Apr. 2008.

N. Niebert, I. E. Khayat, S. Baucke, R. Keller, R. Rembarz, J. Sachs, “Network Virtualization: A Viable Path Towards the Future Internet”, Springer Journal on Wireless Personal Communications, vol. 45, no. 4, pp. 511-520, Mar. 2008.

D. Andersen, “Theoretical Approaches to Node Assignment,” Unpublished Manuscript, available at <http://www-2.cs.cmu.edu/~dga/papers/andersen-assign.ps>, 2002.

- I. Houidi, W. Louati, W. B. Ameer, D. Zeghlache, “Virtual network provisioning across multiple substrate networks”, ELSEVIER Computer Networks, vol. 55, no. 4, pp. 1011-1023, March 2011.
- M. Chowdhury, M. R. Rahman, R. Boutaba, "ViNEYard: Virtual Network Embedding Algorithms with Coordinated Node and Link Mapping," IEEE/ACM Transactions on Networking, vol. 20, no. 1, pp. 206-219, Feb. 2012.
- Y. Zhu, M.H. Ammar, “Algorithms for Assigning Substrate Network Resources to Virtual Network Components”, IEEE International Conference on Computer Communications INFOCOM’06, pp. 1–12, Apr. 2006.
- W. Szeto, Y. Iraqi, R. Boutaba, “A Multi-Commodity Flow Based Approach to Virtual Network Resource Allocation”, GLOBECOM ’03, IEEE, pp. 3004-3008, 2003
- I. Houidi, W. Louati, D. Zeghlache, “A Distributed Virtual Network Algorithm”, IEEE International Conference on In Communications, ICC '08, pp. 5634 – 5640, May 2008.
- J. Fan, M.H. Ammar, “Dynamic Topology Configuration in Service Overlay Networks: A Study of Reconfiguration Policies”, IEEE International Conference on Computer Communications (INFOCOM’ 06), pp. 1–12, Apr. 2006.
- G. Schaffrath, S. Schmid, A. Feldmann, “Generalized and Resource-Efficient VNet Embeddings with Migrations”, In: ArXiv Technical Report 1012.4066 (2010)
- T. Guo, N. Wnag, K. Moessner, and R. Tafazolli, “Shared Backup Network Provisioning for Virtual Network Embedding”, Communications (ICC), 2011 IEEE International Conference on, pp. 1-5, 29 July 2011
- Y. Liu, Y. Li, K. Xiao, H. Cui, “Mapping Resources for Network Emulation with Heuristic and Genetic Algorithms”, PDCAT’05, pp. 670-674, 2005
- M. Chowdhury, F. Samuel, R. Boutaba, “PolyViNE: Policy-based Virtual Network Embedding Across Multiple Domains”, Proc. ACM SIGCOMM ‘10, pp. 49-56, Sept. 2010
- F. Zaheer, J. Xiao, R. Boutaba, “Multi-provider Service Negotiation and Contracting in Network Virtualization”, Proc. IEEE Network Operations and Management Symp, pp. 471-478, June 2010.
- M. R. Garey, D. S. Johnson, “Computers and Intractability: A Guide to the Theory of NP-Completeness”, W. H. Freeman & Co., 1979
- M. G. C. Resende, P. Pardalos, “Handbook of Optimization in Telecommunications”, Springer, 2006.

Βιβλιογραφία

C. Cadere, D. Barth, S. Vial, “Virtualization and allocation of network service resources using graph embedding”, Computer and Information Sciences ISCIS International Symposium, pp. 1-6, Oct. 2008

H. Osman, G. Laporte, “Metaheuristics: a bibliography, Metaheuristics in Combinatorial Optimization”, Ann. Oper. Research, vol. 63, pp. 513-623, 1996.

C. Blum, A. Roli, “Metaheuristics in combinatorial optimization: Overview and conceptual comparison”, ACM Comput. Surv., vol. 35 no. 3, pp. 268-308, 2003

I. Fajjari, N. Aitsaadi, G. Pujolle, and H. Zimmermann, “VNE-AC: Virtual Network Embedding Algorithm based on Ant Colony Metaheuristic”, Proc. IEEE Int. Conf. on Communications (ICC), pp. 1-6, Jun. 2011.

S. Zhang, Z. Qian, S. Guo, S. Lu, “FELL: A Flexible Virtual Network Embedding Algorithm with Guaranteed Load Balancing”, Proc. IEEE Int. Conf. on Communications (ICC), pp. 1-5, Jun. 2011.

A. I. Sundararaj, P. A. Dinda, “Towards Virtual Networks for Virtual Machine Grid Computing”, Proc. VM’04 of the 3rd Conf. on Virtual Machine Research and Technology Symp., pp.1-14, 2004

R. Buyya, C. S. Yeo, S. Venugopal, “Market-Oriented Cloud Computing: Vision, Hype, and Reality for Delivering IT Services as Computing Utilities”, Proc. IEEE Int. Conf. High Performance Computing and Communications (HPPC), pp. 5-13, Sept. 2008.

C. Pittaras, M. Ghijsen, A. Wibisono, P. Grosso, J. van der Ham, C. de Laat, “Semantic Distributed Resource Discovery for Multiple Resource Providers”, Proc. 8th IEEE Int. Conf. Semantics, Knowledge and Grids (SKG), pp: 225-228, 2012.

P. Mell, T. Grance, “The NIST Definition of Cloud Computing”, Recommendations of the National Institute of Standards and Technology, pp. 800-145, NIST Special Publication 2011.

D. Breitgand, A. Epstein, B. Rochwerger, “Resource Management Mechanisms to Support SLAs in IaaS Clouds”, Achieving Federated and Self-Manageable Cloud Infrastructures: Theory and Practice”, IGI Global, pp. 288-307, 2012.

I. M. Lloriente, R. S. Montero, B. Sotomayor, B. Breitgan, D. Maraschini, “On the Management of Virtual Machines for Cloud Infrastructure”, Cloud Computing: Principles and Paradigms, pp. 157-191, John Wiley & Sons, Jan. 2011.

X. Meng, C. Isci, J. Kephart, L. Zhang, E. Bouillet, and D. Pendarakis, “Efficient Resource Provisioning in Compute Clouds via VM Multiplexing”, Proc. Seventh. Int. Conf. Autonomic Computing, pp. 11-20, June 2010

VMware vStorage Thin Provisioning, <http://www.vmware.com/files/pdf/VMware-vStorage-Thin-Provisioning-DS-EN.pdf>, 2013

P. Raghavan, C. D Thompson, “Randomized Rounding: A Technique for Provably Good Algorithms and Algorithmic Proofs”, *Combinatorica*, vol. 7, no. 4, pp. 365-374, 1987.

PlanetLab Website: <http://www.planet-lab.eu>, 2014

JUNG 2.0.1 Website: <http://jung.sourceforge.net>, 2013

JFC (Swing/AWT) Website: <http://download.oracle.com/javase/6/docs/technotes/guides/swing>, 2013

IBM ILOG CPLEX Optimizer, <http://www-01.ibm.com/software/integration/optimization/cplex-optimizer/>, 2013

Juniper MX480, <http://www.juniper.net/>, 2013

B. Kernighan and S. Lin, “An efficient Heuristic Procedure for Partitioning Graphs”, *Bell Systems Technical J.*, vol. 49, no. 1, pp. 291-307, 1970.

L. Tao, C. Zhao, K. Thulasiraman, M. N. S. Swamy, “Simulated Annealing and Tabu Search Algorithms for Multiway Graph Partitioning” *J. Circuits Systems, and Computers*, vol. 2, no. 2, pp. 159-185, 1992.

O. Goldschmidt, “Polynomial Algorithm for the k-CUT Problem”, *Proc. 29th Ann. Symp. Foundations of Computer Science*, pp. 444-451, Oct. 1988.

L. A. Sanchis, “Multiple-Way Network Partitioning”, *IEEE Trans. Computers*, vol. 38, no. 1, pp. 62-81, Jan. 1989.

S. J. Kang, B. R. Moon, “A Hybrid Genetic Algorithm for Multiway Graph Partitioning”, *Proc. Genetic and Evolutionary Computation Conf.*, 2000.

S. Kapoor, “On Minimum 3-Cuts and Approximation k-Cuts Using Cut Trees”, *Proc. 5th Int. IPCO Conf. Integer Programming and Combinatorial Optimization*, vol. 1084, pp. 132-146, 1996.

M. Stoer, F. Wagner, “A Simple Min-Cut Algorithm”, *J. ACM*, vol. 44, no. 4, pp. 585-591, July 1997.

Y. Xin, I. Baldine, A. Mandal, C. Heermann, J. Chase, A. Yumerefendi, “Embedding Virtual Topologies in Networked Clouds”, *Proc. Sixth Int. Conf. Future Internet Technologies*, pp. 26-29, June 2011.

M. Gendreau, J. Potvin, “Handbook of Metaheuristics”, 2nd Edition, Springer, 2010

Βιβλιογραφία

D. P. Bertsekas, “Network Optimization: Continuous and Discrete Models”, Athena Scientific, 1998

Local Search in Combinatorial Optimization, Princeton Univ. Press, 2003

T. Stultze, “Iterated Local Search for the Quadratic Assignment Problem”, European J. Operational Research, vol. 174, no. 3, pp. 1519-1539, Nov. 2006.

D. Katsaros, N. Dimokas, L. Tassioulas, “Social Network Analysis Concepts in the design of wireless ad hoc network protocols”, IEEE Network, vol. 24, no. 6, pp. 23-29, Nov/Dec. 2010.

J. Lischka, K. Holger, “A Virtual Mapping Algorithm Based on Subgraph Isomorphism Detection”, Proc. ACM Workshop Virtualized Infrastructure Systems and Architectures, pp. 81-88, Aug 2009.

M. E. J. Newman, “Networks: An Introduction”, Oxford University Press, UK, 2010.

M. Coen, “A Similarity Metric for Spatial Probability Distributions”, CSAIL Technical Report, MIT, 2007

L. Lee, “Measures of Distributional Similarity”, 37th Annual Meeting of the Association for Computational Linguistics, June 1999, pp. 25-32.

A. M. K. Pathan, R. Buyya, A. Vakali, “Content Delivery Networks: State of the Art, Insights, and Imperatives”, in Content Delivery Networks, Lecture Notes in Electrical Engineering, Springer Berlin Heidelberg, vol. 9, no. 1, pp. 3-32, 2008

J. Broberg, R. Buyya, and Z. Tari, “MetaCDN: Harnessing Storage Clouds for High Performance Content Delivery”, Journal of Network and Computer Applications, vol. 32, no. 5, pp. 1012-1022, Sept. 2009.

T. A. Neves, L. M. A. Drummond, L. S. Ochi, C. Albuquerque, E. Uchoa, “Solving Replica Placement and Request Distribution in Content Distribution Networks”, Electronic Notes in Discrete Mathematics, vol. 36, no. 1, pp. 89-96, Aug. 2010.

L. Qiu, V. N. Padmanabhan, G. M. Voelker, “On the Placement of Web Server Replicas”, In. Proc. of IEEE Infocom conf., pp. 1587-1596, Apr. 2001

E. Cronin, S. Jamin, C. Jin, A. R. Kurc, D. Rax, and Y. Shavitt, “Constraint Mirror Placement on the Internet”, IEEE Journal on Selected Areas in Communications, vol. 20, no. 7, pp. 31-40, Sep. 2002.

X. Jia, D. Li, X. Hu, W. Wu, and D. Du, “Placement of web-server proxies with consideration of read and update operations on the internet”, The Computer Journal, vol. 46, no. 4, pp. 378, 2003.

P. Radoslavov, R. Govindan, and D. Estrin, “Topology-informed Internet replica placement”, ELSEVIER Computer Communications, vol. 25, no. 4, pp. 384-392, Mar. 2002.

I. Cidon, S. Kutten, and R. Soffer, “Optimal Allocation of Electronic Content”, Computer Networks, vol. 40, no. 2, pp. 205-218, Oct. 2002.

X. Tang, and J. Xu, “QoS-aware replica placement for content distribution”, IEEE Trans. on Parallel and Distributed Systems, vol. 16, no. 10, pp. 921-932, Oct. 2005

H. Wang, P. Liu, J. Wu, “A QoS-aware heuristic algorithm for replica placement”, in 7th IEEE/ACM Int. Conf. on Grid Computing, pp. 96-103, Sep. 2006

G. Rodolakis, S. Siachalou, L. Georgiadis, “Replicated server placement with QoS constraints”, IEEE Trans. on Parallel and Distributed Systems, vol. 17, no. 10, pp. 1151-1162, Oct. 2006

B. Li, M. J. Golin, G. F. Italiano, X. Deng, “On the optimal Placement of Web Proxies in the Internet”, Infocom’99, 80th Annual Joint Conf. of the IEEE Computer and Communications Societies, pp. 1282-1290, Mar. 1999.

Y. Jin, Y. Wen, G. Shi, G. Wang, A. Vasilakos, “CoDaaS: An Experiment Cloud-Centric Content Delivery Platform for User-Generated Contents”, Computing, Networking and Communications (ICNC), 2012 International Conference on, pp. 934-938, Feb. 2012.

S. Srinivasan, J. W. Lee, D. Batni, H. Schulzrinne, “ActiveCDN: Cloud Computing Meets Content Delivery Networks”, Technical Report, Columbia University 2012.

N. Carlsson, G. Dan, D. Eager, A. Mahanti, “Tradeoffs in Cloud and Peer-assisted Content Delivery Systems”, IEEE International Conference on Peer-to-Peer Computing , pp. 249-260, Sep. 2012.

F. Chen, K. Guo, J. Lin, and T. F. La Porta, “Intra-cloud Lightning: Building CDNs in the Cloud,” in IEEE INFOCOM, pp. 433-441, Mar. 2012.

”Operator Opportunities in Cloud Service Delivery”, Ericsson White Paper, Feb. 2012.

w-iLab.t testbed, <http://www.wilab2.ilabt.iminds.be/>, 2014.

OpenLab project, <http://www.ict-openlab.eu/> , 2014.

Fed4FIRE Integrating Project. http://www.fed4_re.eu/, 2014.

FIRE, Future Internet Research and Experimentation. http://www.ict_re.eu, 2014.

GENI v3 RSpecs. <http://www.geni.net/resources/rspec/3>, 2014.

OMF cOntrol and Management Framework, <https://omf.mytestbed.net>, 2014

Βιβλιογραφία

OpenCDN software, <http://labtel.ing.uniroma1.it/opencdn>, 2007.

OpenRTSP client, <http://www.live555.com/openRTSP/>, 2014.

S. Boukaert, B. Jooris, P. Becue, I. Moerman, and P. Demeester “The IBBT w-ilab.t: a large-scale generic experimentation facility for heterogeneous wireless networks”, Testbeds and Research Infrastructure, Development of Networks and Communities, vol. 44, pp. 7-8, 2012.

ASTM E177 - 13 Standard Practice for Use of the Terms Precision and Bias in ASTM Test Methods. Annual Report, 2013.

S. Ganu, H. Kremo, R. Howard, and I. Seskar, “Addressing repeatability in wireless experiments using ORBIT testbed”, In Proc. of IEEE Tridentcom, pp. 153-160 Feb. 2005.

J. A. Rice. Mathematical Statistics and Data Analysis. Wadsworth, Belmont, 2007.

M. Carbone and L. Rizzio, “An emulation tool for PlanetLab”, Computer Communications, vol. 34, no. 16, pp. 1980-1990, Oct. 2011.

M. Pedram, ”Energy-Efficient Datacenter”, IEEE Transactions on Computer-Aided Design of Integrated Circuits and Systems”, vol. 31, no. 10, pp. 1465-1484, Oct. 2012.

B. Buckley, “A Look Inside Facebook’s Carbon Footprint”, <http://insights.wri.org/news/2012/08/look-inside-facebooks-carbon-footprint>, 2012.

Opencompute, <http://www.opencompute.org>, 2014.

I. Houidi, D. Zeglache, ”Exact Adaptive Virtual Network Embedding in Cloud Environments”, In Enabling Technologies: Infrastructure for Collaborative Enterprises (WETICE), 2013 IEEE 22nd International Workshop on, pp. 319-323, Jun. 2013.

J. Chabarek, J. Sommers, P. Barford, C. Egan, D.T.S. Wright, ”Power awareness in network design and routing”, In Proc. of the 27th IEEE Conference on Computer Communications, INFOCOM 2008, pp. 1130-1138, Apr. 2008.

A. Beloglazov, J. Abawajy, and R. Buyya, ”Energy-Aware Resource Allocation Heuristics for Efficient Management of Data Centers for Cloud Computing”, Future Generation Computer Systems Journal, vol. 28, no. 5, pp. 755-768, May 2012.

K. H. Kim, A. Beloglazov, R. Buyya, “Power-aware Provisioning of Cloud Resources for Real-time Services”, MGC '09 Proc. of the 7th Inter. Workshop on Middleware for Grids, Clouds and e-Science, pp. 1-6, Dec. 2009.

A. Beloglazov, R. Buyya, Y. C. Lee, A. Zomaya, “A Taxonomy and Survey of Energy-Efficient Data Centers and Cloud Computing Systems”, Technical Report

CLOUD-TR-2010-3, Cloud Computing and Distributed Systems Laboratory, The University of Melbourne, Australia, June 2010.

S. Su, Z. Zhang, X. Cheng, Y. Wang, Y. Luo, J. Wang, "Energy-aware Virtual Network Embedding Through Consolidation," 1st IEEE INFOCOM Workshop on Communications and Control for Sustainable Energy Systems: Green Networking and Smart Grids, pp.127-132, Mar. 2012.

A. Berl, E. Gelenbe, M. Girolamo, G. Giulani, H. Meer, M. Dang, K. Pentikousis, "Energy-Efficient Cloud Computing", The Computer Journal, vol. 53, no. 7, pp. 1045-1051, Sep. 2010.

G. Dhiman, G. Marchetti, T. Rosing, "vGreen: A System for Energy Efficient Computing in Virtualized Environments", ISLPED '09 Proceedings of the 14th ACM/IEEE international symposium on Low power electronics and design, pp. 243-248, Jul. 2009.

A. Gandhi, M. Harchol-Balter, R. Das, C. Lefurgy, "Optimal power allocation in server farms", Proc. of the 11th International Joint Conference on Measurement and Modeling of Computer Systems, ACM, pp. 157-168, Jun. 2009.

X. Fan, W. D. Weber, and L. A. Barroso, "Power provisioning for a warehouse-sized computer", in ISCA 07: International symposium on Computer architecture, pp. 13-23, May 2007.

D. Kliazovich, P. Bouvry, S. U. Khan, "DENS: Data Center Energy-Efficient Network-Aware Scheduling," Green Computing and Communications, GreenCom, pp. 69-75, Dec. 2010.

P. Mahadevan, P. Sharma, S. Banerjee and P. Ranganathan, "A Power Benchmarking Framework for Network Devices", In Proc. of the 8th international IFIP-TC 6 Networking Conference, pp. 795-808, May 2009.

A. Fischer, M. T. Beck, H. De Meer, "An Approach to Energy-efficient Virtual Network Embeddings", Integrated Network Management (IM 2013), 2013 IFIP/IEEE Inter. Symp. on, pp. 1142-1147, May 2013.

R. Buyya, A. Beloglazov, J. Abawajy, "Energy-Efficient Management of Data Center Resources for Cloud Computing: A Vision, Architectural Elements, and Open Challenges", in Proc. Int. Conf. Parallel and Distributed Processing Techniques and Applications, pp. 1-12, July 2010.

R. Raghavendra, P. Ranganathan, V. Talwar, Z. Wang, X. Zhu, "No Power Struggles: Coordinated Multi-level Power Management for the Data Center," ASPLOS'08 in Proc. of the 13th Intern. Conf. on Architectural Support for Programming Languages and Operating Systems, pp. 48-59, Mar. 2008.

Βιβλιογραφία

- R. Nathuji, K. Schwan, “VirtualPower: Coordinated Power Management in Virtualized Enterprise Systems,” SOSP '07 Proc. of twenty-first ACM SIGOPS Symposium on Operating Systems Principles, pp. 265-278, Oct. 2007.
- H. S. Abdelsalam, K. Maly, R. Mukkamala, M. Zubair, D. Kaminsky, “Analysis of Energy Efficiency in Clouds”, Future Computing, Service Computation, Cognitive, Adaptive, Content, Patterns, COMPUTATIONWORLD '09, pp. 416-421, Nov. 2009.
- S. K. Garg, C. Yeo, A. Anandasivam, R. Buyya, “Environment-conscious scheduling of HPC applications on distributed Cloud-oriented data centers”, Journal of Parallel and Distributed Computing, vol. 71, no. 6, pp. 732-749, Jun. 2011.
- A. C. Orgerie, M. D. Assuncao, L. Lefevre, “Energy Aware Cloud”, Grids, Clouds and Virtualization, Computer Communications and Networks, Springer, pp. 143-, 2011.
- K. Ma, X. Li, W. Chen, C. Zhang, X. Wang, “GreenGPU: A Holistic Approach to Energy Efficiency in GPU-CPU Heterogeneous Architectures”, Parallel Processing (ICPP) 41st International Conference on, pp. 48-57, Sep. 2012.
- G. Martinovic, Z. Krpic, “Towards Green HPC Blueprints,” CLOUD COMPUTING 2011: The Second International Cloud Computing, GRIDS, and Virtualization Conference on, pp. 113-118, Sep. 2011.
- Y. C. Lee, A. Y. Zomaya, “Energy Efficient Utilization of Resources in Cloud Computing Systems”, The Journal of Supercomputing Springer, vol. 60, no. 2, pp. 268-280, May 2012.
- J. Torres, D. Carrera, V. Beltran, N. Poggi, K. Hogan, J. Berral, R. Gavaldà, E. Ayguade, T. Moreno, J. Guitart, “Tailoring resources: the energy efficient consolidation strategy goes beyond virtualization”, International Conference on Autonomic Computing IEEE, pp. 197-198, Jun. 2008.
- M. Mazzucco, D. Dyachuk, R. Deters, “Maximizing Cloud Providers Revenues via Energy Aware Allocation Policies”, Cloud Computing (CLOUD), 2010 IEEE 3rd International Conference on, pp. 131-138, Jul. 2010.
- T. V. T. Duy, Y. Sato, Y. Inoguchi, “Performance Evaluation of a Green Scheduling Algorithm for Energy Savings in Cloud Computing,” Parallel & Distributed Processing, Workshops and Phd Forum (IPDPSW), 2010 IEEE International Symposium on, p.1-8, Apr. 2010.
- B. Li, J. Li, J. Huai, T. Wo, Q. Li, L. Zhong, “EnaCloud: An Energy-saving Application Live Placement Approach for Cloud Computing Environments,” IEEE International Cloud Computing Conference on, pp. 17-24, Sep. 2009.

L. Lefevre, A. C. Orgerie, “Designing and Evaluating an Energy Efficient Cloud”, Springer Journal of Supercomputing, vol. 51, no. 3, pp. 352-373, Mar. 2010.

H. Yuan, C. J. Kuo, I. Ahmad, “Energy Efficiency in Data Centers and Cloud-Based Multimedia Services: An Overview and Future Directions”, Green Computing Int. Conf., pp. 375-382, Aug. 2010.

J. F. Botero, X. Hesselbach, M. Duelli, D. Schlosser, A. Fisher, H. Meer, “Energy Efficient Virtual Network Embedding”, IEEE Communications Letters, vol. 16, no. 5, pp. 756-759, May 2012.

Z. Zhang, S. Su, X. Niu, J. Ma, X. Cheng, K. Shuang, “Minimizing Electricity Cost in Geographical Virtual Network Embedding”, Globecom 2012 Next Generation Networking and Internet Symposium pp. 2609-2614, Dec. 2012.

J. Baliga, R. Ayre, K. Hinton, R. Tucker, “Green Cloud Computing: Balancing Energy in Processing, Storage, and Transport”, Proceedings of the IEEE, vol. 99, no. 1, pp. 149-167, Jan. 2011.

B. Kantarci, H. T. Mouftah, “Designing an Energy-Efficient Cloud Network”, Optical Communications and Networking, IEEE/OSA Journal of, vol. 4, no. 11, pp. 101-113, Nov. 2012.

N. McKeown, T. Anderson, H. Balakrishnan, G. Parulkar, L. Peterson, J. Rexford, S. Shenker, and J. Turner, “OpenFlow: enabling innovation in campus networks”, ACM SIGCOMM Computer Communication Review, vol. 38, no. 2, pp. 69-74, Apr. 2008.

K. Dharmesh, V. Varma, “Energy Efficient Data Centre Networks - A SDN based approach”, IBM Technical Report, pp.1-3, Oct. 2012.

L. Prete, F. Farina, M. Campanella, A. Biancini, “Energy Efficient Minimum Spanning Tree in OpenFlow networks” European Workshop on Software Define Networking, p. 36-41, Oct. 2012.

W. C. Lin, C. H. Liao, K. T. Kuo, C. H. P.Wen, “Flow-and-VM Migration for Optimizing Throughput and Energy in SDN-based Cloud Datacenter”, Int. IEEE Cloud Computing Technology and Science Conference, pp. 206-211, Dec. 2013.

M. Jarschel, R. Pries, “An OpenFlow-Based Energy-Efficient Data Center Approach” In Proc. of the ACM SIGCOMM 2012 Conference, pp. 87-88, Aug. 2012.

VMware Inc. VMware distributed power management concepts and use, 2010.

Βιβλιογραφία

Κατάλογος Δημοσιεύσεων Συγγραφέα

Διεθνή Επιστημονικά Περιοδικά

- [1] A. Leivadeas, C. Papagianni, S. Papavassiliou, “Socio-Aware Virtual Network Embedding”, *IEEE Network Magazine*, vol. 26, no. 5, pp. 35-43, Sept. 2012.
- [2] C. Papagianni, A. Leivadeas, S. Papavassiliou, V. Maglaris, C. C. Pastor, A. Monje, “On the Optimal Allocation of Virtual Resources in Cloud Computing Networks”, *IEEE Trans. on Computers*, vol. 62, no. 6, pp. 1060-1071, June 2013.
- [3] A. Leivadeas, C. Papagianni, S. Papavassiliou, “Efficient Resource Mapping Framework over Networked Clouds via Iterated Local Search-Based Request Partitioning”, *IEEE Trans. on Parallel and Distributed Systems*, vol.24, no. 6, pp. 1077-1086, June 2013.
- [4] C. Papagianni, A. Leivadeas, S. Papavassiliou, “A Cloud-Oriented Content Delivery Network Paradigm: Modeling and Assessment”, *IEEE Trans. on Dependable and Secure Computing*, vol. 10, no. 5, pp. 287-300, Sept. 2013.
- [5] C. Pittaras, C. Papagianni, A. Leivadeas, P. Grosso, J. van der Ham, S. Papavassiliou, “Resource Discovery and Allocation for Federated Virtualized Infrastructures”, *Future Generation Computer Systems (Elsevier)*, vol. 42, pp. 55-63, Jan. 2014.
- [6] A. Leivadeas, C. Papagianni, S. Papavassiliou, “SAViNE: Social Network Analysis – inspired Content Delivery Network Deployment and Experimentation”, *EURASIP Journal on Wireless Communications and Networking (Springer)*, 2014: 198, November 2014.

Κεφάλαια σε Βιβλία

- [1] A. Leivadeas, C. Papagianni, and S. Papavassiliou, “Going Green with the Networked Cloud: Methodologies and Assessment”, in *Quantitative Assessments of Distributed Systems Book*, Scrivener Publishing LLC- Wiley, Ch.13, pp. 352-374, April 2015.

Διεθνή Επιστημονικά Συνέδρια

- [1] A. Leivadeas, C. Papagianni, E. Paraskevas, G. Androulidakis, S. Papavassiliou, “An Architecture for Virtual Network Embedding in Wireless Systems”, *Int. Symp. On Network Cloud and Applications (NCCA)*, pp. 62-68, Nov. 2011

Βιβλιογραφία

[2] A. Leivadeas, C. Papagianni, S. Papavassiliou, “Energy Aware Networked Cloud Embedding”, *12th Int. Symp. on Network Computing and Applications (NCA)*, pp.195-202, Aug. 2013

[3] A. Leivadeas, C. Papagianni, S. Papavassiliou, “Demonstration of a Social Aware Wireless Content Delivery Paradigm”, *IEEE INFOCOM 2014 (Demo session)*, May 2014.

[4] A. Leivadeas, G. Aristomenopoulos, C. Papagianni, S. Papavassiliou, “Rich Media Content Delivery in wireless environments – RIMECODE”, *IEEE Computer Aided Modeling and Design of Communication Links and Networks (CAMAD), 19th Int. Workshop on (Demo session)*, 1-3 Dec. 2014.

Σύντομο Βιογραφικό Σημείωμα

Ο Άρης Λειβαδέας (arisleiv@netmode.ntua.gr) έλαβε το Δίπλωμα του ηλεκτρολόγου μηχανικού και τεχνολογίας υπολογιστών από το πανεπιστήμιο Πατρών (2008) και το μεταπτυχιακό του δίπλωμα σε «Mobile and Personal Communications» από το King's College London, United Kingdom (2009). Αποτελεί μέλος του εργαστηρίου διαχείρισης και βέλτιστου σχεδιασμού δικτύων, στο τμήμα Ηλεκτρολόγων Μηχανικών και Μηχανικών Υπολογιστών του Εθνικού Μετσόβιου Πολυτεχνείου (ΕΜΠ) από τον Οκτώβρη του 2010, όπου και δουλεύει για την απόκτηση του διδακτορικού του διπλώματος. Τα ερευνητικά του ενδιαφέροντα περιλαμβάνουν τις τεχνολογίες του υπολογιστικού νέφους, της ενσύρματης και ασύρματης εικονικοποίησης, των αλγορίθμων βελτιστοποίησης, των δικτύων διανομής περιεχομένου και της ενεργειακής απόδοσης πληροφοριακών συστημάτων. Έχει επίσης δουλέψει σαν ερευνητής για έναν αριθμό από ευρωπαϊκά προγράμματα όπως τα EC Specific Targeted Research Project FP7 - NOVI Network Innovation over Virtualized Infrastructures (STREP Project No. 257867), EC Large-scale integrating project FP7 - OpenLab: extending FIRE testbeds and tools (IP Project No. 287581), και EC Large-scale integrating project FP7 - FED4FIRE: Federation for FIRE (IP Project No. 318389).