

Πανεπιστήμιο Κρήτης
Σχολή Θετικών Επιστημών
Τμήμα Επιστήμης Υπολογιστών

Διαχείριση Πόρων σε Δίκτυα MPLS τα οποία υποστηρίζουν
Πολλές Κλάσεις Υπηρεσιών

Νίκος Παπαδάκης

Μεταπτυχιακή Εργασία

Ηράκλειο, Σεπτέμβριος 1999

Πανεπιστήμιο Κρήτης
Σχολή Θετικών Επιστημών
Τμήμα Επιστήμης Υπολογιστών

Διαχείριση Πόρων σε Δίκτυα MPLS τα οποία υποστηρίζουν
Πολλές Κλάσεις Υπηρεσιών

Εργασία που υποβλήθηκε από τον
Νίκο Ι. Παπαδάκη
ως μερική εκπλήρωση των απαιτήσεων
για την απόκτηση
ΜΕΤΑΠΤΥΧΙΑΚΟΥ ΔΙΠΛΩΜΑΤΟΣ ΕΙΔΙΚΕΥΣΗΣ

Συγγραφέας:

Νίκος Ι. Παπαδάκης
Τμήμα Επιστήμης Υπολογιστών
Πανεπιστήμιο Κρήτης

Εισιγητική Επιτροπή:

Κωνσταντίνος Κουρκουμπέτης - Επόπτης
Καθηγητής

Γεώργιος Δ. Σταμούλης - Μέλος
Επίκουρος Καθηγητής

Απόστολος Τραγανίτης - Μέλος
Αναπληρωτής Καθηγητής

Δεκτή:

Πάνος Κωνσταντόπουλος
Πρόεδρος Επιτροπής Μεταπτυχιακών Σπουδών
Καθηγητής

Σετέμβριος 1999

Διαχείριση Πόρων σε Δίκτυα MPLS που υποστηρίζουν πολλές Κλάσεις Υπηρεσίας

Νίκος Παπαδάκης

Μεταπτυχιακή Εργασία

**Τμήμα Επιστήμης Υπολογιστών
Πανεπιστήμιο Κρήτης**

ΠΕΡΙΛΗΨΗ

Αυτή η εργασία ασχολείται με το πρόβλημα της δρομολόγησης ροών μέσα από MPLS δίκτυα. Οι ροές αυτές μπορεί να έχουν απαιτήσεις σε ποιότητα υπηρεσία. Περιγράφουμε την απαιτούμενη λειτουργικότητα για την βελτιστοποίηση της χρήσης των πόρων του δικτύου να ικανοποιούνται οι στόχοι του διαχειριστή και οι απαιτήσεις σε ποιότητα υπηρεσίας που έχει η κάθε ροή.

Η εργασία επικεντρώνεται στον σχεδιασμό μια αρχιτεκτονικής η οποία συνδυάζει και επεκτείνει μηχανισμούς του MPLS με τεχνικές δρομολόγησης οι οποίες βασίζονται σε QoS-Policy. Οι υπάρχουσες τεχνολογίες για μεταγωγή με ετικέτα υποθέτουν ότι η δρομολόγηση γίνεται με χρήση των παραδοσιακών πρωτοκόλλων δρομολόγησης. Αυτό όμως μπορεί να μας οδηγήσει σε καταστάσεις όπου σε μερικά τμήματα του δικτύου υπάρχει συμφόρηση ενώ άλλα τμήματα υποχρησιμοποιούνται.

Τα δίκτυα σήμερα έχουν απαιτήσεις για καλούς μηχανισμούς ελέγχου και διαχείρισης του δικτύου. Ο συνδυασμός των τεχνολογιών για μεταγωγή με ετικέτα με μηχανισμούς δρομολόγησης οι οποίοι θα μπορούν να λαμβάνουν υπόψη μέτρα τα οποία θα μετρούν την απόδοση του δικτύου και την ίδια στιγμή θα δίνουν την δυνατότητα στον διαχειριστή του δικτύου να επηρεάζει την απόφαση για την δρομολόγηση με σκοπό να πετύχει τους στόχους του, φαίνεται να είναι μια πολύ καθαρή λύση για το διαδίκτυο.

Για να το κατορθώσουμε αυτό, χρησιμοποιούμε μερικές από τις επεκτάσεις που έχουν προταθεί για το MPLS και επιπλέον εισάγουμε ένα μηχανισμό για επιλογή μονοπατιού ο οποίος βασίζεται στην αρχή του συνεπαγόμενου κόστους (Implied cost). Το συνεπαγόμενο κόστος αντανακλά τόσο την συμφόρηση που υπάρχει στο δίκτυο όσο και την αλληλεξαρτήσεις που υπάρχουν μεταξύ των διαφόρων ροών που υπάρχουν μέσα στο δίκτυο. Επίσης το συνεπαγόμενο κόστος παρέχει και ένα μηχανισμό για να αποφασίζουμε πότε πρέπει να αυξήσουμε ή να μειώσουμε τους πόρους που έχουμε δεσμεύσει για διάφορες κλάσεις υπηρεσίας. Τέλος μας παρέχουν ένα καλό μηχανισμό για επιλογή του μονοπατιού που θα χρησιμοποιήσουμε.

Στην εργασία αυτή προτείνουμε μια αρχιτεκτονική η οποία συνδιάζει την θεωρία του συνεπαγόμενου κόστους με μερικές επεκτάσεις του MPLS. Αυτή αρχιτεκτονική παρέχει ένα μηχανισμό για δρομολόγηση μεταξύ πολλαπλών μονοπατιών των κλήσεων. Αυτός ο μηχανισμός δρομολόγησης οδηγεί σε βελτιστοποίηση της χρήσης των πόρων του δικτύου και στην μεγιστοποίηση του κέρδους του παροχέα.

Επόπτης:

Κωνσταντίνος Κουρκουμπέτης
Καθηγητής Τμήματος Επιστήμης Υπολογιστών
Πανεπιστήμιο Κρήτης

Επιβλέπων:

Στέλιος Σαρτζετάκης
ΕΛΕ ΙΠ ΙΤΕ

Resource Management in multi-services MPLS Networks

Nikos J. Papadakis

Master of Science Thesis

**Computer Science Department
University of Crete**

Abstract

This master thesis considers the problem of routing flows belonging to different Classes of Services with different QoS requirements across MPLS capable networks. At first the functional capabilities are specified that need to be supported in order to optimize network resource utilization, and satisfy business - or service - or network-level QoS requirements in a scalable and controlled manner. The thesis focuses on the design of an architecture appropriate to combine MPLS with QoS-Policy based routing capable components. Existing label switching technologies assume that routing is accomplished basically using traditional network layer routing protocols. Consequently network administrators have no control on the way traffic navigates within the network. This can easily lead to undesirable situations where some parts of the network are congested and some others are underutilized. Future Internet imposes the demand for advanced network control and management mechanisms. Combining label switching technologies with routing mechanisms that both take into account network performance metrics and give network administrators the ability to influence routing decisions according their preference appears to be a very challenging solution to cost-effectively and efficiently engineer future Internet. This thesis proposes to apply a routing mechanism based on implied costs as an appropriate solution to the traffic engineering problem. Such implied costs reflect network congestion as well as the interdependencies among flows in the network.

The algorithms proposed were implemented and sample medium size networks were used in order to test their feasibility. The results have shown that the proposed solution is a feasible one and with the appropriate extensions to MPLS could be applied to current protocol implementations in order to efficiently control the use of resources.

Advisor:
Costas Courcoubetis
Professor, Computer Science Department
University of Crete

Supervisor:
Stelios Sartzetakis
Associate Researcher, ICS-FORTH

Ευχαριστίες

Από την θέση αυτή, θα ήθελα καταρχάς να ευχαριστήσω τον κ. Στέλιο Σαρτζετάκη και την κ. Μάγδα Χατζάκη καθώς και τον καθηγητή μου Κώστα Κουρκουμπέτη, για την πολύτιμη και ουσιαστική καθοδήγηση που μου παρείχαν κατά την διάρκεια των μεταπτυχιακών μου σπουδών. Ευχαριστώ επίσης την ομάδα Δικτύων και Τηλεπικοινωνιών καθώς και το Ίδρυμα Τεχνολογίας και Έρευνας στο σύνολο του, για την υλικοτεχνική υποδομή που μου παρείχε. Πάνω από όλα, θα ήθελα να ευχαριστήσω την οικογένεια μου, στην οποία οφείλω την ύπαρξη μου και την υπόστασή μου.

ΠΕΡΙΕΧΟΜΕΝΑ

ΠΕΡΙΛΗΨΗ	1
1. Εισαγωγή	1
1.2 Περίγραφή προβλήματος	2
1.3 Προτεινόμενη λύση	3
1.4 Οργάνωση της Εργασίας	4
2. Ανασκόπηση περιοχής QoS σε IP δίκτυα	5
2.1 Ολοκληρωμένες Υπηρεσίες	5
2.1.1 Guaranteed class	5
2.1.2 Controlled-load class	6
2.1.3 Πλεονεκτήματα και μειονεκτήματα των ολοκληρωμένων υπηρεσιών	7
2.2 Διαφοροποιημένες υπηρεσίες	7
2.3 Μεταγωγή με ετικέτα, δρομολόγηση και traffic engineering στο MPLS	9
2.4 Δρομολόγηση που βασίζεται σε Qos-Policy	12
2.5 Δρομολόγηση βασισμένοι σε Policer	13
3. Ποιότητα υπηρεσίας στο MPLS	18
3.1 Ολοκληρωμένες Υπηρεσίες και RSVP πάνω από ATM	18
3.1.1 RSVP πάνω από ATM	18
3.1.2 Αντιστοίχιση υπηρεσιών ολοκληρωμένων υπηρεσιών σε ATM υπηρεσίες	18
3.1.3 Δυναμική παροχή QoS	19
3.1.4 IP Multicast πάνω από ATM	19
3.2 Διαφοροποιημένες υπηρεσίες πάνω από ATM	19
3.2.1 Αντιστοίχιση κλάσεων υπηρεσία των διαφοροποιημένων υπηρεσιών σε ATM υπηρεσίες	20
3.2.2 Μεταφορά των λειτουργιών σε επίπεδο 2	20
4. Περιγραφή του μοντέλου και της βασικής θεωρίας	21
4.1 Μοντέλο του δικτύου	21
4.2 Ανασκόπηση της βασική θεωρίας από τα κυκλωμεταγωγικά δίκτυα	22
5 Προτεινόμενη χρήση του συνεπαγόμενου κόστους στο MPLS	25
5.1 Οι κλάσεις υπηρεσίας του MPLS	26
6.Μηχανισμοί για Παροχή QoS σε MPLS Δίκτυα τα οποία υποστηρίζουν Πολλές Κλάσεις Υπηρεσιών	27
6.1 Policer	28
6.2 Υπολογισμός των μονοπατιών	30
6.2.1 Κατασκευή της Label Information Base	30

6.3 Τοπικός Policer	31
6.3.1 Διαφήμιση της κατάστασης του συνδέσμου	31
6.3.2 Μηνύματα για την διαφήμιση της κατάστασης των συνδέσμων	31
6.3.3 Πότε γίνεται διαφήμιση	33
6.4 Επιλογή Μονοπατιού	34
7. Υλοποίηση για MPLS πάνω από ATM	36
7.1 Δέσμευση Πόρων	36
7.2 Μονοπάτια Ελέγχου	37
7.3 Δυναμική Ανακατανομή των Πόρων	38
7.4 Πολυπλοκότητα της αρχιτεκτονικής	38
8.Αποτελέσματα Προσομοίωσης	40
8.1 Περιγραφή του είδους της κυκλοφορίας που χρησιμοποιήσαμε στις προσομοιώσεις	41
8.2 Αποτελέσματα	45
8.3 Σχολιασμός Αποτελεσμάτων Πρώτης Προσομοίωσης	46
8.4 Σχολιασμός Αποτελεσμάτων Δεύτερης Προσομοίωσης	47
8.5 Σχολιασμός Αποτελεσμάτων Τρίτης Προσομοίωσης	48
9.Συμπεράσματα, Μελλοντικές Επεκτάσεις	49
Αναφορές	52
ΠΑΡΑΤΗΜΑ Α	54
ΠΑΡΑΡΤΗΜΑ Β	62

2. Εισαγωγή

Το παραδοσιακό διαδίκτυο το οποίο υποστηρίζει μόνο την best effort υπηρεσία μεταβάλλεται πολύ γρήγορα μέσα στο εμπορικό περιβάλλον στο οποίο πλέον βρίσκεται. Αποτέλεσμα είναι να υπάρχει η απαίτηση, να μπορεί το διαδίκτυο να προσφέρει υπηρεσίες οι οποίες χρειάζονται εγγύηση σε ποιότητα υπηρεσίας. Πιο συγκεκριμένα υπάρχει η ανάγκη να μπορεί το διαδίκτυο να εξυπηρετήσει πολύπλοκες υπηρεσίες όπως τηλεδιασκέψεις και συνδιαλέξεις στις οποίες συμμετέχουν πολλοί χρήστες. Όλες οι νέες υπηρεσίες θα πρέπει να παρέχονται με την κατάλληλη ποιότητα σε ελκυστικές τιμές και με τέτοιο τρόπο έτσι ώστε να βελτιστοποιείται η χρήση του δικτύου. Οι παροχείς του Διαδικτύου (ISP's) χρειάζονται να έχουν μηχανισμούς οι οποίοι θα του επιτρέπουν να διαχωρίζουν τις υπηρεσίες μεταξύ τους και να παρέχουν σε κάθε υπηρεσία την κατάλληλη ποιότητα. Από την άλλη πολλοί τηλεπικοινωνιακοί οργανισμοί επιθυμούν να δημιουργήσουν νέα και βελτιωμένα

δίκτυα IP με σκοπό: πρώτον να μπορούν να ελέγξουν τα κόστη και δεύτερον να μπορούν να υποστηρίξουν PSTN με ποιότητα στις υπηρεσίες φωνής και fax μαζί με τις παραδοσιακές υπηρεσίες του διαδικτύου.

Για να μπορέσουμε σε ένα δίκτυο να εγγυηθούμε στους πελάτες την ποιότητα υπηρεσίας που ζητούν, θα πρέπει να είμαστε ικανοί να δεσμεύουμε πόρους και να μπορούμε να εξασκούμε έλεγχο στην λειτουργία του δικτύου σε διάφορες χρονικές στιγμές. Στα δίκτυα με μεταγωγή κυκλώματος η επικοινωνία μεταξύ δύο τελικών χρηστών επιτυγχάνεται με τις λειτουργίες του δικτύου οι οποίες διαλέγουν ένα κατάλληλο μονοπάτι και δεσμεύουν πόρους πάνω σε αυτό το μονοπάτι. Στα δίκτυα χωρίς μεταγωγή κυκλώματος αυτό είναι μια επείγουσα ανάγκη. Ο στόχος της παροχής ποιότητας υπηρεσίας(QoS) είναι να παρέχει καλύτερες και πιο προβλέψιμες υπηρεσίες με το να παρέχει κατάλληλο εύρος ζώνης, έλεγχο στο jitter και στο latency, και να μειώσει τις απώλειες δεδομένων. Όλοι αυτοί οι στόχοι μπορεί να επιτευχθούν με την ανάπτυξη εργαλείων τα οποία ελέγχουν την συμμόρφωση του δικτύου, μορφοποιούν την κυκλοφορία που υπάρχει στο δίκτυο, κάνουν αποτελεσματική διαχείριση στους πόρους ορισμένων “κεντρικών” συνδέσμων και τέλος κάνουν αστυνόμευση στο τι μπαίνει στο δίκτυο. Επιπλέον ένα σύστημα παροχής ποιότητας υπηρεσίας θα πρέπει να μπορεί να κάνει διαφοροποίηση μεταξύ των διαφόρων υπηρεσιών (όπως διαφορετικά χαρακτηριστικά μεταφοράς) και επιπλέον όλων αυτών θα πρέπει να μπορεί να κάνει και διάκριση μεταξύ των χρηστών σε ό,τι αφορά το τι υπηρεσία μπορεί να ζητήσει ο καθένας.

Η IETF έχει ήδη προτείνει ορισμένα πλαίσια και μηχανισμούς για την παροχή ποιότητας υπηρεσίας π.χ. το πλαίσιο για ολοκληρωμένες υπηρεσίες (Integrated Services) με RSVP [17], το πλαίσιο για διαφοροποιημένες υπηρεσίες (Differentiated Services) [16], MPLS (Multi-Protocol Label Switching) [9] και το πλαίσιο για QoS based Routing [13][14]. Στην συνέχεια θα περιγράψουμε με λεπτομέρεια την καθεμία από τις τέσσερις πιο πάνω προτάσεις της IETF.

Οι ολοκληρωμένες και οι διαφοροποιημένες υπηρεσίες παρέχουν ένα πλαίσιο για την κατηγοριοποίηση και διαφοροποίηση των υπηρεσιών, με στόχο την ικανοποίηση των απαιτήσεων του χρήστη. Τα MPLS και QoS-Policy based routing παρέχουν διάφορους μηχανισμούς για τον έλεγχο και τον επηρεασμό του τρόπου με τον οποίο τη κυκλοφορία προωθείται μέσα στο δίκτυο με στόχο την ικανοποίηση των απαιτήσεων του χρήστη και την καλή λειτουργία και τον έλεγχο της συμμόρφωση του δικτύου.

Το MPLS είναι ένα πρωτόκολλο το οποίο βασίζεται στην μεταγωγή των πακέτων βάσει διαφόρων ετικετών που έχουν στην κεφαλή του πακέτου. Τα πακέτα όταν μπαίνουν στο δίκτυο σημαδεύονται με μια ετικέτα. Η μεταχείριση που θα έχει ένα πακέτο μέσα στο δίκτυο εξαρτάται από την ετικέτα που έχει. Η ετικέτα καθορίζει και το μονοπάτι που θα ακολουθήσει το πακέτο. Το MPLS επιτρέπει να ορίσουμε προκαθορισμένα (explicit) μονοπάτια. Δηλαδή όλα τα πακέτα τα οποία σημαδεύονται με μια συγκεκριμένη ετικέτα θα ακολουθήσουν το ίδιο μονοπάτι. Αυτό μάς δίνει την δυνατότητα να δεσμεύσουμε πόρους πάνω σε αυτά τα μονοπάτια. Συνεπώς μπορούμε να εγγυηθούμε την ποιότητα υπηρεσίας που θα ήθελε κάποια ροή. Το MPLS παρέχει ένα ικανοποιητικό πλαίσιο για την παροχή ποιότητας υπηρεσίας στα δίκτυα IP.

1.2 Περιγραφή του προβλήματος

Όπως έχουμε αναφέρει στα παραδοσιακά δίκτυα IP δεν είναι δυνατή η παροχή ποιότητας υπηρεσίας και δεν υπάρχει τρόπος να διαχειριζόμαστε τους πόρους του δικτύου με αποδοτικό τρόπο έτσι ώστε και οι πελάτες μας να μένουν ικανοποιημένοι και το κέρδος του δικτύου να μεγιστοποιείται. Δηλαδή όλες οι υπηρεσίες είναι best effort χωρίς καμία εγγύηση υπηρεσίας. Επίσης σήμερα δεν υπάρχει μηχανισμός μπλοκαρίσματος στο διαδίκτυο. Συνεπώς υπάρχει η απαίτηση για ένα δίκτυο το οποίο θα παρέχει κλάσεις υπηρεσίας διαφορετικές από την best effort που η καθεμία από αυτές θα έχει διαφορετικές απαιτήσεις σε ποιότητα υπηρεσίας.

Επίσης υπάρχει απαίτηση για έναν αποτελεσματικό τρόπο για να μοιράζουμε τους πόρους του δικτύου μεταξύ των διαφόρων κλάσεων υπηρεσίας έτσι ώστε να μεγιστοποιείται το κέρδος του δικτύου. Αυτός ο τρόπος θα πρέπει να λαμβάνει υπόψη το γεγονός ότι κλήσεις από διαφορετικές κλάσεις υπηρεσίας στοιχίζουν διαφορετικά (σε χρήματα).

Επίσης θέλουμε να μπορεί το δίκτυο μας να υποστηρίζει δρομολόγηση από πολλαπλά μονοπάτια και επίσης επιθυμούμε να έχουμε ένα μηχανισμό ο οποίος θα μάς επιλέγει για κάθε νέα κλήση το μονοπάτι το οποίο θα μας δώσει το μεγαλύτερο κέρδος αν δρομολογήσουμε μέσα από αυτό την νέα κλήση. Πιο συγκεκριμένα θα θέλαμε να έχουμε ένα μηχανισμό ο οποίος λαμβάνοντας υπόψη τον φόρτο που υπάρχει σε κάθε σύνδεσμο του δικτύου να επιλέγει το μονοπάτι το οποίο είναι καλύτερο για κάποια συγκεκριμένη αίτηση. Δηλαδή θα θέλαμε ένα μηχανισμό ο οποίος θα κάνει και διαχείριση των πόρων του δικτύου (resource management).

Όπως αναφέραμε πιο πάνω στο παραδοσιακό IP δεν υπάρχει μηχανισμός για δέσμευση πόρων για κάποια συγκεκριμένη κλήση (και άρα να μπλοκάρεται η συγκεκριμένη κλάση αν δεν υπάρχουν οι πόροι). Εμείς στα δίκτυα που εξετάζουμε θα υποθέσουμε ότι δεν υπάρχει μηχανισμός για αποδοχή κλήσεων. Αυτό θα έχει ως συνέπεια να γίνονται αποδεκτές όλες οι κλήσεις. Συνέπεια αυτού θα είναι να μπαίνουν κλήσεις ακόμα και όταν δεν υπάρχουν πόροι για να εξυπηρετηθούν, με αποτελέσματα να έχουμε πλεονασματική κυκλοφορία. Άρα θα πρέπει να φροντίσουμε έτσι ώστε η πλεονασματική κυκλοφορία των κλήσεων να είναι τέτοια ώστε να μην επηρεάζεται δραματικά η ποιότητα υπηρεσίας που έχουμε υποσχεθεί στον χρήστη. Θα πρέπει στις ακριβές κλάσεις (σε χρήματα που πληρώνει ο χρήστης) οι οποίες έχουν αυστηρές εγγυήσεις σε ποιότητα υπηρεσίας να έχουμε μικρή πλεονασματική κυκλοφορία ενώ στις λιγότερο ακριβές οι οποίες δεν έχουν και τόσο αυστηρές απαιτήσεις σε ποιότητα υπηρεσίας δεν θα μας πείραζε να έχουμε μεγαλύτερη πλεονασματική κυκλοφορία. Για να το πετύχουμε αυτό θα πρέπει ο μηχανισμός που έχουμε για ανακατανομή των πόρων του δικτύου μεταξύ των διαφόρων κλάσεων να ενεργοποιείται κάθε φορά που η πλεονασματική κυκλοφορία που έχει κάποια κλάση υπηρεσίας είναι τέτοια ώστε αρχίζει να παραβιάζεται η ποιότητα υπηρεσίας που έχουμε υποσχεθεί στο χρήστη.

Τέλος μας ενδιαφέρει η περίπτωση κατά την οποία η κυκλοφορία που υπάρχει στο δίκτυο είναι φυσιολογική. Δηλαδή δεν εξετάζουμε δίκτυα όπου υπάρχει πάρα-πολύ κυκλοφορία (π.χ. σε ένα σύνδεσμο που έχει χωρητικότητα 155Mbits προσφέρεται κυκλοφορία 300 Mbits) ούτε η περίπτωση που το δίκτυο είναι άδειο. Επίσης κάνουμε την υπόθεση ότι στο δίκτυο η κυκλοφορία που υπάρχει για καθεμία από τις κλάσεις υπηρεσίας είναι αντιστρόφως ανάλογη με το πόσο στοιχίζει κάποια κλήση που ανήκει σε καθεμία από αυτές. Δηλαδή στην ακριβή κλάση θα έχουμε σημαντικά λιγότερη κυκλοφορία από ότι στην επόμενη πιο φτηνή κλάση κ.τ.λ. Αυτό είναι μια φυσιολογική υπόθεση η οποία επιτυγχάνεται μέσω της διαφορετικής χρέωσης σε κάθε κλάση υπηρεσίας.

1.3 Προτεινόμενη Λύση

Αυτή η εργασία επικεντρώνεται στην προσθήκη επιπλέον χαρακτηριστικών στο MPLS έτσι ώστε να είναι δυνατή η υποστήριξη μερικών κατηγοριών υπηρεσιών και η δέσμευση πόρων για την ικανοποίηση της ποιότητας που χρειάζεται η κάθε υπηρεσία αλλά με τέτοιο τρόπο έτσι ώστε να μπορούμε να ελέγχουμε την κυκλοφορία που υπάρχει στο δίκτυο. Τελικός στόχος είναι να κάνουμε καλή διαχείριση των πόρων. Οι υπάρχουσες τεχνολογίες IP Switching υποθέτουν ότι η δρομολόγηση γίνεται μετά τα παραδοσιακά πρωτόκολλα δρομολόγησης του IP (όπως το OSPF κ.τ.λ). Τα πρωτόκολλα επιλέγουν ένα μονοπάτι (συνήθως το βραχύτερο) για να εξυπηρετήσουν μια αίτηση. Αυτό όμως πολλές φορές οδηγεί σε μια κατάσταση στην οποία σε ορισμένα μέρη του δικτύου υπάρχει συμφόρηση ενώ σε άλλα δεν υπάρχει σχεδόν καθόλου κυκλοφορία. Επίσης αν δεν υπάρχουν οι πόροι να εξυπηρετηθεί μια αίτηση στο μοναδικό μονοπάτι που επιλέγουν τα πρωτόκολλα δρομολόγησης τότε η αίτηση θα απορριφθεί έστω και αν υπάρχουν οι πόροι για να εξυπηρετηθεί σε κάποιο εναλλακτικό μονοπάτι. Ο συνδυασμός της τεχνολογίας της μεταγωγής με ετικέτα (label switching) με μηχανισμούς δρομολόγησης οι οποίοι θα λαμβάνουν υπόψη on-line μετρήσεις της απόδοσης του δικτύου την στιγμή κατά την οποία θα πρέπει να ληφθεί μια απόφαση για δρομολόγηση είναι μια πολύ ενδιαφέρουσα και ελκυστική προοπτική.

Στην εργασία αυτή προτείνουμε να χρησιμοποιηθεί ένας μηχανισμός ο οποίος βασίζεται στα συνεπαγόμενα κόστη (*implied costs*) τα οποία έχουν οριστεί για τα δίκτυα με μεταγωγή κυκλώματος [19] (και πρόσφατα έχουν προταθεί για το ATM [18]). Έχει αποδειχθεί ότι τα συνεπαγόμενα κόστη αντανakλούν τόσο την συμφόρηση που υπάρχει στο δίκτυο όσο και τις αλληλεξαρτήσεις μεταξύ των διαφόρων ροών που υπάρχουν μέσα στο δίκτυο. Τα συνεπαγόμενα κόστη είναι ανεξάρτητα από τον υπολογισμό των μονοπατιών αλλά επηρεάζουν τον τρόπο με τον οποίο επιλέγεται το μονοπάτι που θα χρησιμοποιηθεί για να εξυπηρετηθεί μια αίτηση. Όταν φτάνει μια αίτηση πρέπει να επιλεγεί ένα μονοπάτι για να εξυπηρετηθεί αυτή η αίτηση. Η επιλογή γίνεται από ένα σύνολο μονοπατιών τα οποία έχουν επιλεγεί εξ'αρχής. Για κάθε ένα τέτοιο μονοπάτι υπολογίζουμε το κέρδος του δικτύου αν η αίτηση δρομολογηθεί μέσα από το συγκεκριμένο μονοπάτι. Τα συνεπαγόμενα κόστη χρησιμοποιούνται για τον υπολογισμό του κέρδους του δικτύου όπως θα εξηγήσουμε στο κεφάλαιο 4.2. Δηλαδή τα συνεπαγόμενα κόστη λαμβάνουν υπόψη και πόσο ακριβή είναι μια κλάση υπηρεσίας. Άρα μπορούν να χρησιμοποιηθούν και για την κατανομή των πόρων του δικτύου μεταξύ των διαφόρων κλάσεων.

Τα συνεπαγόμενα κόστη έχουν χρησιμοποιηθεί αποτελεσματικά στα δίκτυα με μεταγωγή κυκλώματος στο παρελθόν. Ένα θέμα κλειδί που εξετάσαμε είναι εάν τα συνεπαγόμενα κόστη που έχουν οριστεί για τα δίκτυα με μεταγωγή κυκλώματος μπορούν να εφαρμοστούν στα δίκτυα MPLS. Αυτό όμως μπορεί να γίνει εξαιτίας του γεγονότος ότι τα δίκτυα MPLS είναι δίκτυα με μεταγωγή κυκλώματος. Ένα άλλο θέμα είναι η επεκτασιμότητα (scalability). Όταν ο αριθμός των κόμβων γίνεται μεγάλος τότε το κόστος του υπολογισμού του συνεπαγόμενου κόστους για όλους τους συνδέσμους γίνεται απαγορευτικό. Αυτό όπως θα δείξουμε στην συνέχεια δεν ισχύει. Παρόλα αυτά υπάρχουν πρόσφατα αποτελέσματα τα οποία επιτυγχάνουν ενοποίηση των κόμβων (χρησιμοποιώντας ιεραρχία) [18] και επεκτείνουν την εργασία του [19].

1.4 Οργάνωση της Εργασίας

Στα επόμενο κεφάλαιο κάνουμε μια ανασκόπηση της περιοχής που αναφέρεται στην παροχή ποιότητας υπηρεσίας σε δίκτυα IP. Στο κεφάλαιο 3 αναφερόμαστε στο τι έχει προταθεί για να μπορέσουμε να παρέχουμε ποιότητα υπηρεσίας σε δίκτυα MPLS. Στο κεφάλαιο 4 περιγράφουμε το μοντέλο του συστήματος μας και την βασική θεωρία για τα συνεπαγόμενα κόστη στα δίκτυα με μεταγωγή κυκλώματος. Στο κεφάλαιο 5 προτείνουμε επεκτάσεις στο MPLS έτσι ώστε να είναι δυνατός ο συνδυασμός του με ένα μηχανισμό δρομολόγησης βασισμένο σε QoS-Policy και προτείνουμε ένα τρόπο για να χρησιμοποιήσουμε τα συνεπαγόμενα κόστη στο MPLS. Στο κεφάλαιο 7 περιγράφουμε την αρχιτεκτονική για να γίνει ο πιο πάνω συνδυασμός. Για κάθε κομμάτι (component) της αρχιτεκτονικής περιγράφουμε την λειτουργικότητα του και αναλύουμε τρόπους υλοποίησης του. Στο κεφάλαιο 8 θα παρουσιάσουμε τα αποτελέσματα από ορισμένες προσομοιώσεις που έγιναν.

2. Ανασκόπηση παροχής ποιότητας υπηρεσίας σε δίκτυα IP

Η IETF έχει ήδη προτείνει πολλά πλαίσια και μηχανισμούς για την παροχή ποιότητας υπηρεσίας π.χ. το πλαίσιο για ολοκληρωμένες υπηρεσίες (Integrated Services) με RSVP [17], το πλαίσιο για διαφοροποιημένες υπηρεσίες (Differentiated Services) [16], MPLS (Multi-Protocol Label Switching) [9] και το πλαίσιο για QoS based Routing [13][14]. Στην συνέχεια θα περιγράψουμε με μεγάλη λεπτομέρεια την καθεμία από τις τέσσερις πιο πάνω προτάσεις της IETF.

2.1 Ολοκληρωμένες Υπηρεσίες

Το πλαίσιο για τις ολοκληρωμένες υπηρεσίες είναι στενά συνδεδεμένο με τον ορισμό νέων κλάσεων υπηρεσιών και με την δέσμευση πόρων. Στις ολοκληρωμένες υπηρεσίες υπάρχουν δύο κατηγορίες υπηρεσιών επιπλέον της best-effort. Αυτές είναι η Guaranteed και η Controlled-load Services.

2.1.1 Guaranteed κλάση υπηρεσίας

Στην Guaranteed έχουμε αυστηρή εγγύηση όσον αφορά την καθυστέρηση και το εύρος ζώνης που θα παρέχουμε σε μια ροή. Η ιδέα στην οποία βασίζεται αυτή η υπηρεσία είναι ότι ο χρήστης περιγράφει στο δίκτυο την κυκλοφορία που πρόκειται να στείλει. Στην συνέχεια κάθε δρομολογητής του δικτύου υπολογίζει τις παραμέτρους που δείχνουν πώς θα συμπεριφερθεί στο δίκτυο μια τέτοια κυκλοφορία. Αθροίζοντας τις διάφορες παραμέτρους που θα επιστραφούν από τους δρομολογητές που βρίσκονται σε κάποιο μονοπάτι μπορούμε να υπολογίσουμε την μέγιστη δυνατή καθυστέρηση που μπορεί να αντιμετωπίσει ένα πακέτο που θα ταξιδεύει σε αυτό το μονοπάτι.

Η συνολική καθυστέρηση που θα έχει κάποιο πακέτο είναι το άθροισμα της καθυστέρησης που οφείλεται στην μετάδοση των δεδομένων μέσα από το φυσικό μέσο και της καθυστέρησης λόγω των ουρών (buffering). Η πρώτη καθυστέρηση εξαρτάται από το μονοπάτι που επιλέγουμε και η δεύτερη εξαρτάται από την εγγυημένη υπηρεσία την οποία επιλέγουμε και καθορίζεται από τις παραμέτρους του leaky buckets (token bucket και του rate). Στην guaranteed κλάση υπηρεσίας δεσμεύουμε πόρους για κάθε ροή σε όλο το μήκος του μονοπατιού που θα χρησιμοποιήσουμε. Με αυτόν τον τρόπο σε κάθε σύνδεσμο του μονοπατιού που χρησιμοποιούμε έχουμε δεσμεύσει R μονάδες εύρους ζώνης το οποίο είναι αποκλειστικά για την συγκεκριμένη ροή. Όταν μια ροή τηρεί το συμβόλαιο της τότε το δίκτυο της παρέχει το προκαθορισμένο εύρος ζώνης, της εγγυάται ένα ανώτατο όριο όσον αφορά την καθυστέρηση των πακέτων και τέλος της εγγυάται ότι δεν θα έχει απώλεια πακέτων.

Αυτή η υπηρεσία απευθύνεται σε εφαρμογές που έχουν αυστηρούς περιορισμούς όσο αφορά το γεγονός ότι ένα πακέτο πρέπει να φτάσει στον δέκτη μέσα σε κάποιο περιορισμένο χρονικό διάστημα αλλιώς η πληροφορία είναι άχρηστη. Για παράδειγμα πολλές εφαρμογές ήχου καθιστούν άχρηστα όσα πακέτα φτάνουν μετά από κάποιο χρονικό περιθώριο. Εδώ πρέπει να αναφέρουμε ότι η guaranteed κλάση υπηρεσίας δεν παρέχει καμία εγγύηση όσον αφορά το jitter.

Ο χρήστης προκειμένου να χρησιμοποιήσει την guaranteed κλάση υπηρεσίας θα πρέπει να δηλώσει στο δίκτυο μια περιγραφή της κυκλοφορίας (Tspec) και την ποιότητα υπηρεσία την οποία θέλει (Rspec). Το Tspec περιλαμβάνει της εξής παραμέτρους: τις Token bucket παραμέτρους (rate r , bucket depth b), ο μέγιστος ρυθμός (peak rate) p , το ελάχιστο policed unit m και το μέγιστο policed unit M . Το Rspec περιλαμβάνει το rate R το οποίο πρέπει να είναι μεγαλύτερο από το r και το slack term S που πρέπει να είναι μεγαλύτερο ίσο από το 0. Το S είναι ένας δείκτης που δείχνει την απόκλιση που μπορεί να έχει η καθυστέρηση που θα παρασχεθεί στην εφαρμογή από αυτή που ζητήθηκε. Αυτό το S μπορεί να βοηθήσει το δίκτυο να κάνει μια βέλτιστη δέσμευση πόρων. Το μέγεθος του ενταμιευτή που χρειάζονται υπολογίζεται από το γεγονός του ότι δεν πρέπει να υπάρχουν απώλειες πακέτων.

Κάθε δρομολογητής ο οποίος παρέχει την guaranteed κλάση υπηρεσίας θα πρέπει να μπορεί να παρέχει προς τον χρήστη κάποιες πληροφορίες λάθους. Δηλαδή πληροφορίες που δείχνουν πιο είναι το μέγιστο όριο από το οποίο μπορεί να απέχουν οι υπηρεσίες που παρέχει σε αυτόν το δίκτυο σε σχέση με το νοητό μοντέλο (b/R). Αυτές οι πληροφορίες μπορεί να είναι C term. Χαρακτηρίζει την μέγιστη καθυστέρηση που μπορεί να έχει κάποιο πακέτο της ροής. Π.χ. ένα πακέτο το οποίο έχει χωρισθεί σε ATM cells χρειάζεται κάποιο χρόνο για να αναδομηθεί. Αυτός ο χρόνος εξαρτάται από το ρυθμό $1/r$ με τον οποίο στέλνονται τα κελιά (cells). Μια άλλη πληροφορία είναι η D term η οποία είναι η μέγιστη καθυστέρηση που μπορεί να

έχει ένα πακέτο εξαιτίας λόγων που είναι άσχετοι με τον ρυθμό. Για παράδειγμα όταν υπάρχει ένα δίκτυο με διαμοιρασμό του χρόνου(δίκτυο slotted, ο κάθε σταθμός στέλνει δεδομένα μόνο σε συγκεκριμένες χρονικές στιγμές) στο οποίο ο χρήστης είναι αναγκασμένος να περιμένει κάποιο διάστημα μέχρι να στείλει δεδομένα. Το δίκτυο όταν υπολογίσει αυτές τις παραμέτρους τις ανακοινώνει στον χρήστη ο οποίος θα υπολογίσει με την σειρά του την αναμενόμενη καθυστέρηση.

Δύο είναι οι μορφές αστυνόμευσης που μπορεί να εφαρμοστούν. Η μια είναι η κανονική αστυνόμευση(policing) που θα ελέγχει αν οι ροές κυκλοφορίας τηρούν το συμβόλαιο. Η άλλη είναι η μορφοποίηση(shaping) η οποία είναι μια προσπάθεια να αναδιαμορφωθούν, τα πιθανώς κατεστραμμένα χαρακτηριστικά μια ροής προκειμένου αυτή να τηρεί το συμβόλαιο. Δηλαδή, μπορεί ένας χρήστης να στέλνει δεδομένα με ρυθμό μεγαλύτερο από αυτόν που έχει συμφωνήσει στο συμβόλαιο, με την μορφοποίηση ενταμιεύουμε τα πλεονασματικά πακέτα και τα στέλνουμε ως best effort.

2.1.2 Controlled-load κλάση υπηρεσίας

Στην Controlled-load το μόνο που εγγυόμαστε είναι ότι οι ροές οι οποίες ανήκουν σε αυτήν την κατηγορία θα έχουν την ίδια μεταχείριση που θα είχαν αν άνηκαν στην best-effort και δεν υπήρχε συμφόρηση στο δίκτυο. Αυτό το εγγυόμαστε ανεξαρτήτου φόρτου του δικτύου. Αυτή η κατηγορία υπηρεσίας είναι κατάλληλη και για εφαρμογές πραγματικού χρόνου οι οποίες έχουν δείξει ότι λειτουργούν καλά όταν το δίκτυο δεν είναι φορτωμένο αλλά χάνουν την λειτουργικότητα τους σε συνθήκες συμφόρησης.

Η controlled load δεν εγγυάται τίποτα. Γι' αυτό τον λόγο δεν ζητάει από τον χρήστη να τηρήσει κάποιες τελικές τιμές για κάποιες παραμέτρους ελέγχου όπως για παράδειγμα είναι η καθυστέρηση και η απώλεια πακέτων. Πιο συγκεκριμένα ο χρήστης που επιλέγει την controlled load θα αντιλαμβάνεται την εξής συμπεριφορά όσον αφορά την μεταφορά των δεδομένων του:

Τα περισσότερα πακέτα του (η μεγάλη πλειοψηφία) θα φτάνει στον δέκτη. Το ποσοστό των πακέτων που δεν θα φτάνουν στον δέκτη θα είναι σχεδόν ίσο με το ποσοστό των πακέτων που χάνονται εξαιτίας λαθών που συμβαίνουν στο φυσικό επίπεδο.

Η καθυστέρηση που θα αντιμετωπίζουν τα περισσότερα πακέτα δεν θα είναι πολύ μεγάλη και δεν θα οφείλεται κατά κύριον λόγο στην ενταμίευση (buffering). Δηλαδή η καθυστέρηση που θα έχουν τα περισσότερα πακέτα θα είναι περίπου ίση με το άθροισμα της καθυστέρησης που υπάρχει για την μεταφορά των πακέτων μέσα από το μέσο διάδοσης και της καθυστέρησης λόγω της επεξεργασίας στους μεταγωγείς και τα άλλα στοιχεία του μονοπατιού.

Για να μπορέσει το δίκτυο να εγγυηθεί αυτή την ποιότητα υπηρεσίας ο χρήστης θα πρέπει να δηλώσει ορισμένα χαρακτηριστικά της κυκλοφορίας που πρόκειται να περάσει μέσα από το δίκτυο. Αυτό γίνεται με την χρήση του Tspec και έχει σαν αποτέλεσμα την δέσμευση πόρων από το δίκτυο έτσι ώστε να είναι σε θέση (το δίκτυο) να παρέχει την απαιτούμενη ποιότητα υπηρεσίας για το πόσο της κυκλοφορίας που ζήτησε ο χρήστης. Το Tspec περιλαμβάνει της εξής παραμέτρους: τις Token bucket παραμέτρους (rate r , bucket depth b), το peak rate p , το ελάχιστο policed unit m και το μέγιστο policed unit M .

Η controlled load εγγυάται για την ποιότητα υπηρεσίας που θα λαμβάνουν όσες ροές δεν παραβιάζουν το συμβόλαιο κυκλοφορίας που έχουν συνάψει με το δίκτυο όπως αυτό ορίστηκε από το πεδίο Tspec. Μια ροή δεν παραβιάζει το συμβόλαιο της όταν

σε χρόνο T μεταφέρει λιγότερα από $rT+b$ bytes και επίσης όλα τα πακέτα που μεταφέρει είναι μικρότερα από M bytes. Αν μια από τις δύο προηγούμενες συνθήκες δεν πληρείται τότε λέμε ότι η ροή παραβιάζει το συμβόλαιο. Επίσης όσα πακέτα είναι μικρότερα από m bytes θα λαμβάνονται στον υπολογισμό σαν να ήταν μεγέθους m . Στην περίπτωση που μια ροή παραβιάζει το συμβόλαιο τότε το δίκτυο θα κάνει τα παρακάτω. Πρώτον θα συνεχίσει να παρέχει την ποιότητα υπηρεσία που υποσχέθηκε στον χρήστη για τα πακέτα που είναι μέχρι $rT+b$ bytes. Δεύτερον, για τα πακέτα που παραβιάζουν το συμβόλαιο θα πρέπει να μεταφέρονται ως best effort. Αυτά τα δύο σημαίνουν ότι τα επιπλέον πακέτα που εισάγει μια ροή μέσα στο δίκτυο δεν επηρεάζουν την ποιότητα που παρέχεται στις άλλες ροές οι οποίες δεν παραβιάζουν το συμβόλαιο τους και επίσης ότι τα επιπλέον πακέτα δεν επηρεάζουν την μεταφορά της best effort κυκλοφορίας αφού και αυτά μεταφέρονται ως best effort. Τέλος θα πρέπει να αναφέρουμε ότι όταν υπάρχει πλεονάζουσα κυκλοφορία δεν πρέπει να σημειώνεται ως ένδειξη λάθους αλλά αντιθέτως αν τα σημεία στα οποία εμφανίζεται η πλεονάζουσα είναι "κεντρικά" σημεία του δικτύου αυτό μπορεί να αποτελεί και φυσιολογική κατάσταση. Αυτό έχει ως αποτέλεσμα πολλές υπηρεσίες να δεσμεύουν περισσότερους πόρους από αυτούς που ζητάει μια ροή.

2.1.3 Πλεονεκτήματα και μειονεκτήματα των ολοκληρωμένων υπηρεσιών

Οι ολοκληρωμένες υπηρεσίες επειδή κάνουν δέσμευση πόρων χρειάζονται κάποιο πρωτόκολλο σηματοδότησης για να κάνουν την δέσμευση των πόρων. Για τον σκοπό αυτό έχει επιλεγεί το RSVP.

Αξίζει να σημειωθεί εδώ ότι σε καθεμία από τις δύο κατηγορίες των ολοκληρωμένων υπηρεσιών μπορούν να οριστούν "άπειρες" υπηρεσίες (π.χ. στην Guaranteed 5Mbps και end-to-end delay 2ms, 5Mbps και end-to-end delay 10ms). Δηλαδή ο κατακερματισμός (granularity) των δύο αυτών κατηγοριών είναι "άπειρος".

Πάντως θα πρέπει να αναφέρουμε και δύο σημαντικά μειονεκτήματα των ολοκληρωμένων υπηρεσιών. Πρώτον είναι η πολυπλοκότητα του RSVP. Όμως και άλλο πρωτόκολλο να χρησιμοποιούσαμε θα είχαμε το ίδιο πρόβλημα. Δεύτερον είναι ότι έχουμε περιορισμένη ευελιξία γιατί είμαστε αναγκασμένοι να κάνουμε αστυνόμευση για κάθε ξεχωριστή ροή η οποία έχει και διαφορετικές απαιτήσεις σε ποιότητα υπηρεσίας. Αυτό κάνει πολύ πολύπλοκες της ολοκληρωμένες υπηρεσίες.

2.2 Διαφοροποιημένες υπηρεσίες

Το πλαίσιο των διαφοροποιημένων υπηρεσιών υποστηρίζει ένα διακριτό μοντέλο για διαχωρισμό των υπηρεσιών. Δηλαδή έχουμε ένα πεπερασμένο σύνολο από κατηγορίες υπηρεσιών (σε αντίθεση με τις ολοκληρωμένες υπηρεσίες). Τα διάφορα πακέτα κατηγοριοποιούνται και σημαδεύονται κατάλληλα στις άκρες του δικτύου. Στην συνέχεια ανάλογο με το σημάδι τα πακέτα έχουν διαφορετική αντιμετώπιση (παροχή ποιότητα υπηρεσίας) στο δίκτυο. Όμως οι διαφοροποιημένες υπηρεσίες δεν έχουν πρωτόκολλο για δέσμευση πόρων. Αυτό σημαίνει ότι δεν μπορούν να παρέχουν αυστηρή εγγύηση όσον αφορά την ποιότητα υπηρεσίας. Απλώς τα πακέτα που ανήκουν σε διαφορετικές κατηγορίες θα έχουν διαφορετική μεταχείριση.

Το πλαίσιο των διαφοροποιημένων υπηρεσιών ορίζει ένα μικρό σύνολο από μέρη τα οποία χρειάζονται σε ένα δίκτυο το οποίο υποστηρίζει διαφοροποιημένες υπηρεσίες. Τα μέρη αυτά είναι τα εξής:

- Conditioners. Αυτοί είναι στις άκρες του δικτύου. Πιο συγκεκριμένα βρίσκονται σε κάθε κόμβο του δικτύου στον οποίο υπάρχει σχέση πελάτη-παροχέα. Το σχήμα

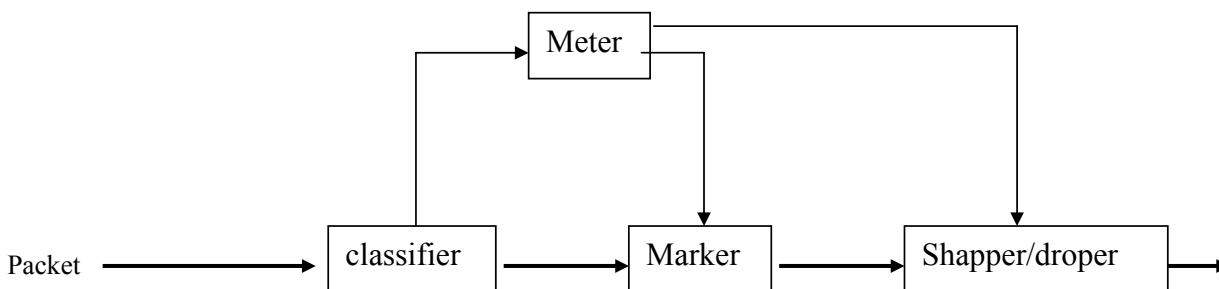
1 δείχνει το διάφορα μέρη του Conditioner. Οι conditioners αποτελούνται από τα παρακάτω μέρη:

- Markers. Αυτοί σημαδεύουν τα εισερχόμενα πακέτα με το να θέτουν συγκεκριμένη τιμή σε κάποια bits. Για παράδειγμα μπορεί αυτά τα bits να σημαίνουν προτεραιότητα διαγραφή(drop) ή προτεραιότητα όσον αφορά την καθυστέρηση. Επίσης καθορίζει και το In-profile και το Out-profile. Όταν λέμε ότι καθορίζουν το In-profile αναφερόμαστε στην περίπτωση που κάποια πακέτα έρχονται από κάποια άλλη περιοχή(domain) και θα πρέπει να καθορίσουμε την ποιότητα υπηρεσίας την οποία θα έχουν. Γι'αυτό θα αναφερθούμε σε λεπτομέρεια πιο κάτω. Γενικά καθορίζουν την ποιότητα υπηρεσίας την οποία θα έχουν τα πακέτα μέσα στο δίκτυο.
- Shapers. Κάνει μορφοποίηση έτσι ώστε τα πακέτα να είναι σύμφωνα με το IN-profile.
- Policers. Πετούν να πακέτα τα οποία παραβιάζουν κάποια κριτήρια.
- Classifiers. Επιλέγουν κάποια πακέτα (βασιζόμενοι στα ports τα οποία βρίσκονται στην κεφαλή του πακέτου) και στην συνέχεια τα προωθούν για επιπλέον επεξεργασία για να επανακαθοριστεί η κατηγορία υπηρεσία που θα τους παράσχει το δίκτυο.
- Meters. Κάνουν μετρήσεις και τις εισάγουν σε κάποιες MIB που μπορούν να χρησιμοποιηθούν από τον διαχειριστή.
- Per-hop-behavior (PHB). Αυτά περιγράφουν τον τρόπο με τον οποίο θα αντιμετωπιστεί κάποιο πακέτο σε κάποιον ενδιάμεσο κόμβο.

Οι conditioners χρειάζονται να ξέρουν κάποιες πληροφορίες σχετικά με το μαρκάρισμά, την μορφοποίηση, την αστυνόμευση και την κατηγοριοποίηση των πακέτων. Οι markers μπορούν να χρησιμοποιούν το πεδίο ToS του IP για να σημαδεύουν τα πακέτα.

Όπως έχουμε ήδη αναφέρει οι conditioners είναι υπεύθυνοι για να καθορίσουν την ποιότητα υπηρεσίας που θα λαμβάνει κάποιο πακέτο. Για να το κάνουν αυτό θα πρέπει να υπάρχει ένα συμβόλαιο με τον χρήστη (service level agreement SLA) . Το SLA μπορεί να περιέχει πληροφορία του τύπου π.χ. ότι έχει ως πηγή κάποιον χρήστη και ως προορισμό κάποιον άλλο χρήστη και χρησιμοποιεί κάποιο συγκεκριμένο port θα λαμβάνει και κάποια συγκεκριμένη ποιότητα υπηρεσίας.

Κάθε πακέτο που είναι να μπει στο δίκτυο πρώτα σημαδεύεται από τον marker του conditioner και στην συνέχεια αφού περάσει από τα άλλα μέρη του conditioner προωθείται στο επόμενο κόμβο. Ο κάθε ενδιάμεσος κόμβος κοιτάζει μόνο το πεδίο το οποίο καθορίζει σε ποια κατηγορία ανήκει το πακέτο και ποιος είναι ο προορισμός του και το τοποθετεί στην κατάλληλη ουρά. Ο κάθε ενδιάμεσος κόμβος δεν ελέγχει σε ποια ροή ανήκει το κάθε πακέτο. Δηλαδή κάνει ενοποίηση πολλών διαφορετικών ροών.



Σχήμα 1. Η Δομή του conditioner

Το σύνολο των υπηρεσιών που υποστηρίζονται από μια περιοχή(domain) που υποστηρίζει διαφοροποιημένες υπηρεσίες μπορεί να είναι διαφορετικό από το σύνολο που υποστηρίζει μια άλλη περιοχή. Γι' αυτό τον λόγο θα πρέπει να υπάρχει μια συμφωνία μεταξύ των δύο περιοχών για το ποιες υπηρεσίες του ενός θα αντιστοιχούν σε ποιες υπηρεσίες του άλλου. Επίσης υπάρχει περίπτωση να υποστηρίζουν το ίδιο σύνολο υπηρεσιών αλλά να έχουν διαφορετικό συνδυασμό από bits (τιμή στο ToS πεδίο) για την ίδια υπηρεσία. Γι' αυτό τον λόγο τα δύο περιοχές θα πρέπει να συμφωνήσουν σε μια αντιστοίχιση και πως θα γίνει αυτή. Σε αυτήν την περίπτωση υπάρχουν δύο λύσεις. Είτε ο κόμβος εξόδου της πρώτης περιοχής να κάνει την αντιστοίχιση να αλλάζει το πεδίο ToS είτε ο κόμβος εισόδου της δεύτερης να αλλάζει το ToS.

Επίσης υπάρχει περίπτωση να χρειάζεται να επικοινωνήσουν δύο χρήστες που βρίσκονται σε δύο διαφορετικές περιοχές(domains) οι οποίες υποστηρίζουν διαφοροποιημένες υπηρεσίες αλλά μεταξύ τους παρεμβάλλεται μια περιοχή η οποία δεν υποστηρίζει διαφοροποιημένες υπηρεσίες αλλά υποστηρίζει RSVP ή μπορεί να υποστηρίζει και ολοκληρωμένες υπηρεσίες. Σε αυτήν την περίπτωση μπορούμε να περάσουμε διαφοροποιημένες υπηρεσίες πάνω από RSVP ή πάνω από ολοκληρωμένες υπηρεσίες. Για να γίνει αυτό δεσμεύουμε πόρους με το RSVP έτσι ώστε τα πακέτα που χρησιμοποιούν διαφοροποιημένες υπηρεσίες να μπορούν να έχουν κάποια ποιότητα υπηρεσίας.

Σε ένα δίκτυο μπορεί να συνυπάρχουν οι διαφοροποιημένες με τις ολοκληρωμένες υπηρεσίες. Σε αυτήν την περίπτωση θα πρέπει με κάποιο τρόπο να "προστατεύσουμε" τους πόρους που χρησιμοποιούν οι διαφοροποιημένες υπηρεσίες. Αυτό πρέπει να το κάνουμε για το λόγο ότι επειδή οι διαφοροποιημένες υπηρεσίες δεν έχουν πρωτόκολλο για δέσμευση πόρων και επειδή οι ολοκληρωμένες έχουν μπορεί οι ολοκληρωμένες να δεσμεύσουν όλους τους πόρους.

Το πεδίο ToS χρησιμοποιείται μόνο για να καθοριστεί η ποιότητα υπηρεσίας. Η δρομολόγηση γίνεται με τον παραδοσιακό τρόπο. Δηλαδή πακέτα διαφορετικών ροών που έχουν το ίδιο σημάδι στο ToS να τοποθετούνται στην ίδια ουρά αλλά η δρομολόγηση τους γίνεται από τα άλλα πεδία του πακέτου IP. Έτσι μπορούμε να ξεχωρίζουμε πακέτα τα οποία ανήκουν σε διαφορετικές ροές αλλά τοποθετούνται στην ίδια ουρά.

Τέλος μπορούμε να πούμε για τις διαφοροποιημένες υπηρεσίες ότι είναι πιο ευέλικτες (λιγότερο πολύπλοκες) από τις ολοκληρωμένες υπηρεσίες γιατί κάνουν ενοποίηση των διαφόρων ροών. Όμως δεν είναι σε θέση να παρέχουν αυστηρές εγγυήσεις σε ποιότητα υπηρεσίας.

2.3 Μεταγωγή με ετικέτα, δρομολόγηση και διαχείριση κίνησης στο MPLS

Στα δίκτυα χωρίς σύνδεση τα πρωτόκολλα δρομολόγησης παίρνουν μια απόφαση για το πως θα προωθήσουν το κάθε πακέτο ανεξάρτητα στον κάθε κόμβο. Απλώς προωθούν το πακέτο στον επόμενο κόμβο χωρίς να τους ενδιαφέρει η απόφαση των άλλων κόμβων. Στα παραδοσιακά πρωτόκολλα δρομολόγησης του IP ο κάθε δρομολογητής προωθεί το πακέτο στον επόμενο βασισμένος μόνο στην IP διεύθυνση του προορισμού η οποία βρίσκεται σε κάποιο πεδίο στην κεφαλή του πακέτου. Κάθε

δρομολογητής έχει πίνακες δρομολόγησης οι οποίοι περιέχουν ζεύγη της μορφής <διεύθυνση προορισμού, διεπαφή εξόδου>. Ο δρομολογητής διαβάζει την διεύθυνση του προορισμού από την κεφαλή του εισερχόμενου πακέτου και χρησιμοποιεί τον πίνακα δρομολόγησης για να προωθήσει το πακέτο στην κατάλληλη διεπαφή εξόδου. MPLS [9] είναι ένα προχωρημένο πλαίσιο για γρήγορη μεταγωγή με ετικέτα (label switching). Στο MPLS, μια σταθερού και μικρού μήκους τιμή η οποία ονομάζεται ετικέτα ανατίθεται σε κάθε πακέτο που εισέρχεται στο δίκτυο. Η ανάθεση γίνεται στον κόμβο εισόδου του δικτύου. Στην συνέχεια το πακέτο προωθείται στον επόμενο κόμβο μαζί με την ετικέτα αυτή. Στους υπόλοιπους κόμβους δεν γίνεται επιπλέον επεξεργασία της κεφαλής του πακέτου σε επίπεδο δικτύου(τρίτο επίπεδο του μοντέλου OSI). Η ετικέτα χρησιμοποιείται ως δείκτης μέσα στον πίνακα προώθησης, του οποίου κάθε πλειάδα έχει την μορφή <ετικέτα, διεπαφή εισόδου, διεπαφή εξόδου, νέα ετικέτα,QoS>. Η παλιά ετικέτα αντικαθίσταται από την νέα ετικέτα και μετά προωθείται στον επόμενο κόμβο. Στα διάφορα πλαίσια για παροχή ποιότητα υπηρεσίας που έχει προτείνει η IETF, στους δρομολογητές IP η κεφαλή του πακέτου υφίσταται επεξεργασία σε επίπεδο δικτύου όχι μόνο για να προωθηθεί το πακέτο στον επόμενο κόμβο αλλά και για να καθορισθεί η κλάση υπηρεσίας στην οποία ανήκει το πακέτο (π.χ. στις ολοκληρωμένες και στις διαφοροποιημένες υπηρεσίες). Το MPLS επιτρέπει την μεταφορά όλη αυτή της πληροφορίας στην ετικέτα και έτσι δεν χρειάζεται να υποστεί επεξεργασία η κεφαλή του πακέτου σε επίπεδο 3.

Το γεγονός ότι σε κάθε πακέτο που μπαίνει στο δίκτυο του ανατίθεται μια ετικέτα επιτρέπει να γίνει χρήση της παραπάνω αποτελεσματικής τεχνικής προώθησης. Ένα πακέτο που μπαίνει στο δίκτυο σε ένα συγκεκριμένο δρομολογητή μπορεί να του ανατεθεί μια ετικέτα διαφορετική από την ετικέτα που θα αναθέσει ένας άλλος δρομολογητής του δικτύου στο ίδιο πακέτο. Επειδή το MPLS διαχωρίζει τις λειτουργίες της προώθησης και της δρομολόγησης είναι ικανό να υποστηρίξει διάφορες πολιτικές δρομολόγησης οι οποίες θα ήταν δύσκολο ή αδύνατον να εφαρμοστούν στα συμβατικά πρωτόκολλα τα οποία κάνουν την προώθηση των πακέτων σε επίπεδο δικτύου. Επίσης με το τρόπο αυτό δεν χρειάζεται κάθε πακέτο να ενθυλακώνει την διεύθυνση της αφετηρίας και την διεύθυνση του προορισμού αλλά μόνο την ετικέτα η οποία είναι πολύ μικρή σε μέγεθος. Δηλαδή η επικάλυψη(overhead) στην μεταφορά πληροφορίας είναι πολύ μικρότερο. Άρα μπορούμε να έχουμε μικρά πακέτα (αφού η επικάλυψη) θα είναι μικρή και έτσι σε εφαρμογές πραγματικού χρόνου που έχουμε μπορούμε να στέλνουμε τα δεδομένα πολύ γρήγορα και δεν θα χρειάζεται να περιμένουμε μέχρι να γεμίσει ένα μεγάλο πακέτο.

Ένα άλλο πλεονέκτημα του διαχωρισμού της λειτουργίας της δρομολόγησης από την λειτουργία της προώθησης (forwarding) είναι ότι μας επιτρέπει να εφαρμόσουμε την λειτουργία της προώθησης σε υλικό (επίπεδο 2) το οποίο έχει ως αποτέλεσμα να έχουμε μεγάλη αύξηση στην ταχύτητα (αυτό γίνεται όταν έχουμε MPLS over ATM). Επίσης ο διαχωρισμός αυτός απαλλάσσει το MPLS από την επιβάρυνση που έχουν τα παραδοσιακά IP πρωτόκολλα τόσο στον χρόνο όσο και στο χώρο. Πιο συγκεκριμένα κάθε δρομολογητής που τρέχει κάποιο παραδοσιακό πρωτόκολλο IP παίρνει την ίδια απόφαση για την δρομολόγηση των πακέτων κάποιας ροής πολλές φορές (για κάθε πακέτο). Αυτό είναι η επικάλυψη στον χρόνο. Ακόμα η απόφαση ενός δρομολογητή δεν είναι ανεξάρτητη από την απόφαση που πήρε κάποιος προηγούμενος του. Αυτή είναι η επικάλυψη στον χώρο.

Το MPLS χρησιμοποιεί το Label Distribution Protocol (LDP)[10] για την ανταλλαγή των ετικετών/traffic trunk που έχουν δεσμευτεί μεταξύ των Label Switching Routers (LSRs). Ένα traffic trunk στο MPLS είναι μια συλλογή/ενοποίηση από ροές της ίδιας

κλάσης υπηρεσίας, οι οποίες τοποθετούνται μέσα στο ίδιο Label Switched Path (LSP). Ένα LSP είναι μια ακολουθία από ετικέτες, η οποία ξεκινάει από ένα LSR εισόδου και τελειώνει σε ένα LSR εξόδου. Δηλαδή κάθε LSR έχει ένα πίνακα η κάθε οντότητά του οποίου είναι της μορφής <διασύνδεση εισόδου, ετικέτα εισόδου, διασύνδεση εξόδου, ετικέτα εξόδου>. Τα LSPs μοιάζουν πολύ με τα VCs μονής κατεύθυνσης του ATM. Το μονοπάτι το οποίο προκύπτει από ένα LSP μπορεί να είναι το ίδιο με αυτό που προκύπτει από τα συμβατικά πρωτόκολλα τα οποία κάνουν δρομολόγηση σε επίπεδο δικτύου, αλλά μπορεί να είναι και προκαθορισμένα(explicit) μονοπάτια τα οποία ορίζονται για αυτό το LSP. Ένα τέτοιο μονοπάτι είναι μια προκαθορισμένη ακολουθία από κόμβους σε αντίθεση με τα μονοπάτια τα οποία καθορίζονται από τους συμβατικούς αλγορίθμους δρομολόγησης του επιπέδου 3 οι οποίοι καθορίζουν τα μονοπάτια κόμβο-κόμβο(hop by hop). Συνεπώς, μπορούμε να πούμε ότι το MPLS χρησιμοποιεί τόσο τα παραδοσιακά πρωτόκολλα δρομολόγησης του IP όσο και την προκαθορισμένη(explicit) δρομολόγησης[8],[11]. Τα προκαθορισμένα μονοπάτια μπορούν να χρησιμοποιηθούν για διαχείριση κίνησης(traffic engineering). Ένα προκαθορισμένο μονοπάτι καθορίζεται την στιγμή που γίνεται η ανάθεση ετικετών και δεν χρειάζεται να καθορίζεται για κάθε IP πακέτο ξεχωριστά. Η ικανότητα για δημιουργία προκαθορισμένων μονοπατιών είναι ένα πολύ χρήσιμο χαρακτηριστικό του MPLS γιατί επιτρέπει στους διαχειριστές του δικτύου να καθορίσουν τον τρόπο με τον οποίο κατανέμεται η κυκλοφορία μέσα στο δίκτυο. Στο MPLS τα προκαθορισμένα μονοπάτια ονομάζονται <<τούνελ>>. Όταν ένα πακέτο εισέρχεται στο δίκτυο, το μονοπάτι από το οποίο θα περάσει, η ποιότητα υπηρεσίας και ο τρόπος που θα προωθείται είναι ήδη πλήρως καθορισμένα. Τα προκαθορισμένα μονοπάτια μπορεί να επιλεγούν είτε άμεσα (manual) από τον διαχειριστή του δικτύου είτε δυναμικά.

Επίσης το MPLS θα μπορούσε να υποστηρίξει δρομολόγηση με πολλαπλά μονοπάτια(multipath δρομολόγηση). Πιο συγκεκριμένα μπορούμε να έχουμε πολλά μονοπάτια για το ίδιο traffic trunk. Δηλαδή το MPLS αναθέτει πολλές ετικέτες στο traffic trunk (μια σε κάθε μονοπάτι). Υπάρχουν πολλοί λόγοι γιατί μπορεί να είναι επιθυμητή η χρησιμοποίηση προκαθορισμένης(explicit) δρομολόγησης και δρομολόγησης με πολλαπλά μονοπάτια(multipath δρομολόγησης) αντί της παραδοσιακής IP δρομολόγησης. Για παράδειγμα, αυτό μας επιτρέπει να επιλέξουμε μονοπάτια βασισμένοι σε διάφορες πολιτικές διαχείρισης και επίσης μας επιτρέπει να διαχειριστούμε την κίνηση(traffic engineering). Επίσης η προκαθορισμένη(explicit) δρομολόγηση και η δρομολόγηση πολλαπλών μονοπατιών(multipath δρομολόγησης) μας επιτρέπει να υποστηρίξουμε εύκολα υπηρεσίες που χρειάζονται διαφορετική ποιότητα υπηρεσίας. Τέλος μας επιτρέπει να κάνουμε κατανομή του φόρτου στο δίκτυο και να μεγιστοποιήσουμε το κέρδος του δικτύου και την ικανοποίηση των χρηστών.

Η αρχιτεκτονική του MPLS [9] υποθέτει ότι όλοι οι κόμβοι σε ένα δίκτυο χρησιμοποιούν τα παραδοσιακά πρωτόκολλα δρομολόγησης για να καθορίσουν τα μονοπάτια. Η έννοια της προκαθορισμένης δρομολόγησης εισάγεται ως επιπλέον χαρακτηριστικό το οποίο μπορεί να συνυπάρχει με τα παραδοσιακά IP πρωτόκολλα δρομολόγησης. Το MPLS δεν υποστηρίζει πολλαπλές κλάσεις υπηρεσιών και δρομολόγηση με πολλαπλά μονοπάτια μέχρι στιγμής.

Επειδή το LDP έχει σχεδιαστεί να συνεργάζεται με τα παραδοσιακά IP πρωτόκολλα δρομολόγησης, τα προκαθορισμένα μονοπάτια φτιάχνονται με χρήση του RSVP[8],[9],[11] με κάποιες επεκτάσεις για να είναι δυνατή η δέσμευση ετικετών. Για τα μονοπάτια τα οποία φτιάχνονται με χρήση ετικετών(label switched paths) μπορούμε να δεσμεύσουμε πόρους (έτσι ώστε να είναι ικανά να εξυπηρετήσουν

αιτήσεις για υπηρεσίες οι οποίες απαιτούν εγγύηση για συγκεκριμένη ποιότητα υπηρεσίας) ή μπορούμε να τα χρησιμοποιήσουμε ως best effort μονοπάτια.

Όπως έχουμε ήδη αναφέρει τα προκαθορισμένα μονοπάτια μπορεί να οριστούν είτε χειρονακτικά είτε δυναμικά. Το MPLS για τον ορισμό των προκαθορισμένων μονοπατιών δυναμικά, προτείνει ένα μηχανισμό ο οποίος είναι παρόμοιος με αυτόν του QOSPF [13]. Όμως δεν υπάρχουν μέχρι στιγμής υλοποιήσεις του μηχανισμού αυτού.

Στο Tag Switching υποστηρίζεται μόνο ο χειρονακτικός(manual) τρόπος ορισμού μονοπατιών και αυτό γίνεται στατικά με τον ορισμό προκαθορισμένων ρητών μονοπατιών (με τον ορισμό Tag Switched Path (TSP) τούνελ). Επιπλέον για την επιλογή του κατάλληλου μονοπατιού και για την διαχείριση της κίνησης[12] δεν υπάρχει ικανοποιητική υλοποίηση μέχρι στιγμής. Πιο συγκεκριμένα στο tag switching η διαχείριση της κινήσεις(traffic engineering) υλοποιείται με ένα μηχανισμό φιλτραρίσματος ο οποίος βασίζεται στην διεύθυνση του προορισμού. Δηλαδή κατανέμει στα μονοπάτια την κυκλοφορία η οποία έχει ως προορισμό κάποιο συγκεκριμένο κόμβο. Αυτό δεν είναι ικανοποιητικό.

Ένα μειονέκτημα του QOSPF και των άλλων παρομοίων προσεγγίσεων [1],[4],[5] είναι ότι υπολογίζουν εφικτά(feasible) μονοπάτια και όχι τα βέλτιστα μονοπάτια. Αυτό δεν σημαίνει ότι είναι τετριμμένα αυτά που προτείνουν. Επίσης έχουν και μικρό επιπλέον κόστος (overhead). Όμως δεν οδηγούν σε μια καθολική βέλτιστη λύση. Με άλλα λόγια αυτές οι προσεγγίσεις υπολογίζουν μονοπάτια τα οποία ικανοποιούν την ανάγκες για ποιότητα υπηρεσίας των αιτήσεων αλλά δεν οδηγούν σε βέλτιστη χρήση των πόρων του δικτύου. Οι αποφάσεις που παίρνονται από τέτοιες προσεγγίσεις μπορεί να οδηγούν σε ασταθείς λύσεις ή σε αναποτελεσματική ισορροπία (όπως θα εξηγήσουμε πιο κάτω).

Τώρα θα παρουσιάσουμε τα στάδια εξέλιξης τα οποία είναι αναγκαία για την ανάπτυξη ενός καλού συστήματος διαχείρισης του δικτύου:

- Η ανάπτυξη πρωτοκόλλων δρομολόγησης με σκοπό τον καθορισμό και στην συνέχεια την δυναμική επιλογή των βέλτιστων μονοπατιών τα οποία μπορούν να εξυπηρετήσουν αφενός τις προκαθορισμένες απαιτήσεις σε κυκλοφορία που έχουν οι διάφορες κλάσεις υπηρεσιών που έχουν οριστεί για το δίκτυο και αφετέρου να οδηγούν στην βέλτιστη χρήση των πόρων του δικτύου [2],[3]. Αυτά τα πρωτόκολλα θα πρέπει να λαμβάνουν υπόψη της απαιτήσεις σε ποιότητα υπηρεσίας κάθε υπηρεσία, τους διαθέσιμους πόρους που έχει το δίκτυο, το μοντέλο κυκλοφορίας και άλλες πολιτικές οι οποίες επιβάλλουν σκοπούς του διαχειριστή. Όπως κάθε πρωτόκολλο δρομολόγησης, έτσι και αυτά θα πρέπει να παρέχουν τρόπο για τον υπολογισμό των μονοπατιών και μηχανισμούς για την επιλογή του κατάλληλου μονοπατιού κάθε φορά. Πρέπει να είναι ικανά να ανακαλύπτουν πολλαπλά μονοπάτια για κάθε κλάση υπηρεσίας και να μπορούν να κάνουν την βέλτιστη επιλογή του μονοπατιού που θα χρησιμοποιηθεί κάθε φορά έτσι ώστε να έχουμε καλύτερη χρήση των πόρων του δικτύου, κατανομή του φόρτου και να ικανοποιούνται και οι πολιτικές του διαχειριστή.
- Επέκταση του LDP για να μπορεί να υποστηρίξει πολλαπλές κλάσεις υπηρεσιών και μηχανισμούς για δέσμευση πόρων. Επιπλέον θα πρέπει να προστεθεί η ικανότητα για την δημιουργία των μονοπατιών τα οποία έχει επιλέξει κάποιο από τα πρωτόκολλα που αναφέραμε προηγουμένως. Ένα πρόσφατο internet draft [20] της IETF καθορίζει τον μηχανισμό για την υποστήριξη του constraint-based LSP χρησιμοποιώντας το [8]. Οι κλάσεις υπηρεσίας CRLSP (best-effort, throughput sensitive και delay sensitive) οι οποίες έχουν οριστεί στο [20] φαίνεται να ικανοποιούν τις απαιτήσεις μας.

- Πάνω από όλα αυτά θα χρησιμοποιούμε ένα μηχανισμό για την διαφήμιση της κατάστασης κάποιου συνδέσμου (link state advertisement) και για την επιλογή του μονοπατιού ο οποίος θα βασίζεται στα συνεπαγόμενα κόστη. Τα συνεπαγόμενα κόστη αντανακλούν την συμφόρηση του δικτύου όπως και τις αλληλεξαρτήσεις που υπάρχουν μεταξύ των διαφόρων ροών στο δίκτυο. Επίσης τα συνεπαγόμενα κόστη μπορούν να μας υποδείξουν σε ποία μονοπάτια χρειάζεται να αυξηθούν οι πόροι που έχουν δεσμευτεί για αυτά. Αυτά περιγράφονται στο κεφάλαιο 4.2 και ο μηχανισμός για την εφαρμογή τους περιγράφεται στο κεφάλαιο 5.

2.4 Δρομολόγηση που βασίζεται σε QoS-Policy

Η δρομολόγηση που βασίζεται σε QoS-Policy (QoS-Policy based Routing) είναι μια διαδικασία δρομολόγησης η οποία είναι ικανή να βρίσκει μονοπάτια τα οποία ικανοποιούν διάφορους περιορισμούς τόσο ποσοτικούς (π.χ. σε εύρος ζώνης, σε καθυστέρηση) όσο και ποιοτικούς (π.χ. έλεγχος υψηλού επιπέδου για αποδοχή μιας κλήσης). Πιο συγκεκριμένα ένα πλαίσιο δρομολόγησης το οποίο είναι QoS-based (όπως είναι το QOSPF) θα πρέπει να κάνει ορισμένα πράγματα όπως αυτά καθορίζονται από την IETF.

Πρώτον πρέπει να υποστηρίζει ένα μηχανισμό ο οποίος θα είναι ικανός να βρίσκει πολλά μονοπάτια για κάθε ζεύγος αφετηρίας/προορισμού. Επίσης θα πρέπει να μπορεί να βρίσκει μονοπάτια για όλες τις υπηρεσίες τις οποίες παρέχει το δίκτυο. Μπορεί το μονοπάτι που έχει βρει για μια υπηρεσία να μην μπορεί να εξυπηρετήσει κάποια άλλη υπηρεσία. Με το να έχουμε πολλά μονοπάτια για κάθε τριάδα αφετηρίας/προορισμού /κλάση υπηρεσίας έχουμε την επιλογή πολλών εναλλακτικών μονοπατιών. Οι αλγόριθμοι που έχουν προταθεί μέχρι σήμερα για το QOSPF είναι ο Dijkstra αλλαγμένος κατάλληλα έτσι ώστε να μπορεί να υπολογίζει κ μονοπάτια. Ο Bellman-Ford ο οποίος έχει την ιδιότητα στην επανάληψη να δίνει όλα τα μονοπάτια που έχουν μήκος i για κάθε ζεύγος πηγή/προορισμού.

Δεύτερον θα πρέπει να έχει ένα μηχανισμό ο οποίος να μπορεί να κάνει διαφήμιση (advertisement) ορισμένων παραμέτρων του δικτύου έτσι ώστε ο κάθε κόμβος πηγή(source) να ξέρει την κατάσταση του δικτύου και να μπορεί έτσι να επιλέγει κάθε φορά το κατάλληλο μονοπάτι. Αυτές οι παράμετροι μπορεί να είναι το διαθέσιμο εύρος ζώνης, ο ρυθμός απώλειας πακέτων κ.τ.λ. Για το QOSPF έχει προταθεί μια επέκταση του μηχανισμού που ήδη διαθέτει (για την διαφήμιση της τοπολογίας) το OSPF, έτσι ώστε να μπορεί να μεταφέρει πληροφορία σχετικά με το πόσο εύρος ζώνης είναι ελεύθερο. Βέβαια ο κάθε διαχειριστής του δικτύου θα πρέπει να καθορίσει κάθε πότε θα γίνει διαφήμιση και τι θα περιέχει αυτή η διαφήμιση. Αν η διαφήμιση γίνεται πολύ συχνά τότε οι κόμβοι πηγές θα έχουν μια πολύ σωστή εικόνα του δικτύου αλλά θα δημιουργήσουμε πολύ κυκλοφορία ελέγχου στο δίκτυο. Αν πάλι η διαφήμιση γίνεται σπάνια τότε οι ακριανοί κόμβοι δεν θα έχουν σωστή εικόνα του δικτύου. Στο QOSPF η διαφήμιση γίνεται περιοδικά με αποτέλεσμα να μην έχουμε σωστή εικόνα του δικτύου αν η κατάσταση αλλάζει πιο γρήγορα από την περίοδο.

Τρίτον ένα μηχανισμό επιλογής μονοπατιού. Αυτός θα πρέπει βασιζόμενος στις πληροφορίες που παίρνει από ενδιάμεσους κόμβους να επιλέγει το καλύτερο μονοπάτι. Για αυτό έχουν γίνει πολλές εργασίες. Το QOSPF επιλέγει πάντα το πρώτο μονοπάτι στο οποίο υπάρχουν διαθέσιμοι πόροι για να εξυπηρετήσει μια κλήση. Όμως αυτό δεν είναι πάντα σωστό γιατί μπορεί αυτό το μονοπάτι να περιέχει συνδέσμους τους οποίους χρησιμοποιούν πολλά άλλα μονοπάτια με πιθανότητα να

δημιουργήσει μεγάλο πρόβλημα όταν άλλοι κόμβοι θέλουν να στείλουν δεδομένα και να μην μπορούν γιατί δεν θα υπάρχουν οι πόροι.

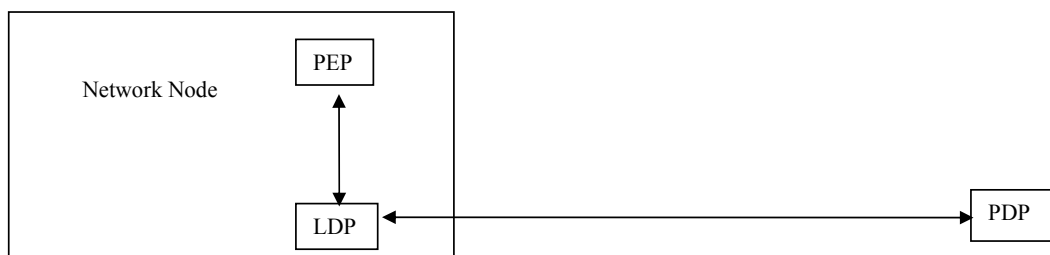
Τα πιο πάνω δεν φτάνουν για να κάνουμε σωστή δρομολόγηση και διαχείριση του δικτύου. Χρειαζόμαστε μια υψηλού επιπέδου διεργασία η οποία θα είναι υπεύθυνη για δέσμευση συνδέσμου(trunk reservation) και πιστοποίηση της ταυτότητα του χρήστη κ.τ.λ. Αυτήν την περιγράφουμε στο επόμενο κεφάλαιο.

2.5 Δρομολόγηση βασισμένη σε Στοιχείο Πολιτικής

Στην δομή που περιγράψαμε πιο πάνω για QoS-Based δρομολόγηση υπάρχει ένα σοβαρό μειονέκτημα. Δεν λαμβάνομε υπόψη άλλες παραμέτρους όπως είναι οι αλληλεπιδράσεις που έχουν τα διάφορα μονοπάτια μεταξύ τους και εάν οι πόροι που δαπανούνται για μια ροή μπορούσαν να είχαν χρησιμοποιηθεί. Για να εξυπηρετηθούν πολλές άλλες ροές. Γι' αυτόν τον λόγο χρειαζόμαστε μια υψηλού επιπέδου διεργασία η οποία θα κάνει και αυτές τις λειτουργίες. Πιο συγκεκριμένα αυτήν την διεργασία θα την ονομάζουμε στοιχείο πολιτικής(Policer) και θα είναι κεντρικοποιημένη. Ο Policer θα έχει ορισμένες αρμοδιότητες. Αυτές οι αρμοδιότητες είναι οι παρακάτω:

- Είναι υπεύθυνος για να κάνει υψηλού επιπέδου έλεγχο αποδοχής. Για παράδειγμα αυτός ο έλεγχος μπορεί να αναφέρεται και στην δέσμευση συνδέσμου. Δηλαδή να ελέγχει αν σε κάποιο μονοπάτι, το οποίο έχει επιλεγεί για να εξυπηρετήσει μια συγκεκριμένη ροή, υπάρχουν αρκετοί ελεύθεροι πόροι έτσι ώστε να χρησιμοποιηθούν για κάποιο λόγο που θέλει ο διαχειριστής του δικτύου.
- Είναι υπεύθυνος για την πιστοποίηση της ταυτότητας του χρήστη. Κάθε φορά που ένας χρήστης θέλει να χρησιμοποιήσει το δίκτυο ο κόμβος εισόδου θα πρέπει να ρωτήσει το στοιχείο πολιτικής(Policer) αν επιτρέπεται να χρησιμοποιήσει το δίκτυο ο συγκεκριμένος χρήστης.
- Είναι υπεύθυνος για την χρέωση. Ο Policer θα πρέπει να κάνει την χρέωση για κάθε ροή που εισέρχεται στο δίκτυο.

Τώρα θα αναφερθούμε στα βασικά στοιχεία της αρχιτεκτονικής που προτάθηκαν από την αντίστοιχη ομάδα της IETF. Τα βασικά στοιχεία της αρχιτεκτονικής φαίνονται στο σχήμα 2.



Σχήμα 2. Βασικά στοιχεία της αρχιτεκτονικής.

Το PEP είναι ένα στοιχείο το οποίο βρίσκεται μέσα σε ένα κόμβο του δικτύου και είναι ένα το μέρος στο οποίο πρέπει να εφαρμοστεί μια απόφαση που έχει ληφθεί.

Το PDP είναι το στοιχείο το οποίο είναι ο policer και ο οποίος μπορεί να βρίσκεται πολύ μακριά από τον συγκεκριμένο κόμβο. Το στοιχείο αυτό θα πρέπει να χρησιμοποιεί επιπρόσθετους μηχανισμούς και πρωτόκολλα για να μπορεί να ελέγξει την ταυτότητα των αιτήσεων και να κρατάει στατιστικά στοιχεία που θα χρησιμοποιηθούν για την χρέωση των υπηρεσιών.

Το LDP είναι το τοπικό στοιχείο πολιτικής(local policer). Δεν είναι απαραίτητο πάντα αλλά η ύπαρξη του έχει πολλά πλεονεκτήματα. Στην περίπτωση που αυτός υπάρχει, ο κεντρικός policer μπορεί να χρησιμοποιηθεί μόνο για αποφάσεις γενικού σκοπού ενώ ο LDP να παίρνει αποφάσεις οι οποίες βασίζονται μόνο σε τοπικά δεδομένα.

Ο PEP θα πρέπει πρώτα να επικοινωνεί με τον LDP και μετά με τον PDP. Η ακολουθία των ενεργειών που θα γίνονται είναι η εξής:

1. Ο PEP χρειάζεται μια απόφαση πολιτικής (π.χ. έχει μια νέα αίτηση). Συντάσσει μια ερώτηση προς τον PDP στην οποία εμπεριέχει και όλα τα απαραίτητα στοιχεία για να μπορεί ο PDP να πάρει την απόφαση.
2. Ορισμένα από τα ερωτήματα που έχει ο PEP θα μπορούσαν να απαντηθούν και από το LDP. Έτσι ο PEP στέλνει πρώτα τα ερωτήματα αυτά στον LDP και στη συνέχεια περιμένει να λάβει πίσω την απάντηση.
3. Μόλις λάβει την απάντηση στέλνει την ερώτηση στον PDP μαζί με την απόφαση του τοπικού LDP. Ο PDP βασισμένος σε όλα βγάζει μια απόφαση η οποία είναι και τελική.
4. Ο PDP στέλνει την απόφαση που πήρε πίσω στον PEP.

Εδώ πρέπει να τονίσουμε ότι ο PEP πρέπει να επικοινωνήσει με τον PDP ακόμα και αν μια αίτηση έχει απορριφθεί από τον έλεγχο χωρητικότητας. Όμως με την ύπαρξη του LDP πολλές αποφάσεις μπορούν να παίρνονται τοπικά και μην χρειάζεται να τις πάρει ο PDP. Όμως έστω και αν ο LDP απόρριψη την αίτηση θα πρέπει να ενημερωθεί ο PDP.

Η βασική λειτουργία ενός PDP είναι να στέλνει πίσω απαντήσεις σε ερωτήσεις που του στέλνονται. Είναι όμως και πολύ πιθανόν ο PDP να στέλνει πίσω στον PEP μηνύματα λάθους ή προειδοποιήσεις. Για παράδειγμα μπορεί κάποιος PEP να ζητήσει από τον PDP να κάνει μια δέσμευση πόρων. Ο PDP μπορεί να του απαντήσει ότι η αίτηση γίνεται δεκτή αλλά μόνο για 7 λεπτά ή ότι γίνεται δεκτή αλλά μπορεί ανά πάσα στιγμή να διακοπεί η σύνδεση (αν έρθει κάποιος καλός πελάτης). Επίσης μπορεί να σταλεί μήνυμα λάθους και να μην γίνει δεκτή η αίτηση.

Τώρα θα αναφερθούμε στους μηχανισμούς τους οποίους θα πρέπει να παρέχουμε για να μπορούμε να έχουμε δρομολόγηση η οποία βασίζεται σε policy. Πρώτα από όλα θα πρέπει να υπάρχει ένα πρωτόκολλο για την επικοινωνία του LDP με τον PDP. Αυτό το πρωτόκολλο μπορεί να είναι το RSVP ή το COPS. Επίσης θα πρέπει να υπάρχει και ένα πρωτόκολλο για δέσμευση πόρων. Αυτό το πρωτόκολλο θα πρέπει να είναι το RSVP.

Επίσης θα πρέπει να μπορούμε να υποστηρίξουμε τον αποκλεισμό ορισμένων δεσμεύσεων. Δηλαδή να μπορούμε να ακυρώνουμε κάποια δέσμευση πόρων που είχαμε κάνει παλιότερα για την εξυπηρέτηση κάποιας ροής, προκειμένου να χρησιμοποιήσουμε τους πόρους κάπου άλλου. Αν σε κάποια στιγμή έρθει μια κλήση η οποία είναι επείγουσα ή ο διαχειριστής του δικτύου θα ήθελε να περάσει αυτή η κλήση και δεν υπάρχουν πόροι για να εξυπηρετηθεί, τότε θα πρέπει να σταματήσουμε μια (ή πιο πολλές) ενεργή ροή και να δώσουμε τους πόρους που κατείχε μέχρι τώρα στην νέα ροή.

Οι μηχανισμοί που θα δημιουργηθούν θα πρέπει να μπορούν να υποστηρίζουν μορφές αστυνόμευσης μεταξύ διαφορετικών περιοχών(domains). Δηλαδή στην περίπτωση που θα έχουμε μια ροή η οποία θέλει να περάσει από πολλές περιοχές (domains) τότε θα πρέπει τα στοιχεία πολιτικής(policers) αυτών των περιοχών να συννευθούν αν θα την αφήσουν ή όχι να περάσει. Σε αυτήν την περίπτωση υπάρχουν δύο προσεγγίσεις.

Η πρώτη προσέγγιση είναι το στοιχείο πολιτικής, το οποίο βρίσκεται στην περιοχή από το οποίο ξεκινάει η ροή, να επικοινωνήσει με όλα τα άλλα στοιχεία πολιτικής και αφού όλα δεχθούν να αφήσουν την ροή να περάσει από την δική τους περιοχή στέλνουν στο στοιχείο πολιτικής της δικής της (της ροή) περιοχής την χρέωση για την διέλευση της ροή μέσα από την δική τους περιοχή. Στην συνέχεια το στοιχείο πολιτικής θα δώσει την χρέωση στον χρήστη.

Η δεύτερη προσέγγιση είναι το κάθε στοιχείο πολιτικής να επικοινωνεί με το επόμενο του. Αν το επόμενο στοιχείο πολιτικής συμφωνήσει να αφήσει την ροή να περάσει μέσα από την περιοχή του τότε θα προωθήσει την αίτηση στο επόμενο. Αν δεν συμφωνήσει θα στείλει αρνητική απάντηση προς τα πίσω. Όταν η αρνητική απάντηση φτάσει στο πρώτο στοιχείο πολιτικής αυτό θα ενημερώσει το χρήστη. Αν τώρα δεν υπάρξει άρνηση από κανένα στοιχείο πολιτικής τότε όταν η αίτηση εγκριθεί από το στοιχείο πολιτικής της περιοχής(domain) του προορισμού θα γίνουν τα εξής: το κάθε στοιχείο πολιτικής θα στέλνει στο προηγούμενο του την θετική απάντηση μαζί με την χρέωση που κάνει αυτός για την χρήση της δικής του περιοχής συν την χρέωση που έχουν κάνει όλα τα επόμενα στοιχεία πολιτικής. Το πρώτο στοιχείο πολιτικής θα δώσει στον χρήστη την θετική απάντηση μαζί με την χρέωση που πρέπει να πληρώσει.

Εκτός των πιο πάνω το στοιχείο πολιτικής για να μπορεί να κάνει χρέωση θα πρέπει να μπορεί να μαζεύει και κάποιες πληροφορίες σχετικά με την χρήση των πόρων.

Επίσης θα πρέπει το όλο σύστημα να είναι ανεκτικό σε λάθη και να μπορεί πολύ εύκολα να επανέλθει στην φυσιολογική κατάσταση μετά από ένα σφάλμα που έχει συμβεί. Ένα τέτοιο σφάλμα είναι η διακοπή της σύνδεσης μεταξύ του PEP και του PDP.

Ακόμα μπορεί σε ένα τέτοιο σύστημα μόνο οι ακριανοί κόμβοι να υποστηρίζουν την λειτουργία της αστυνόμευσης(policy). Όλοι οι ενδιάμεσοι κόμβοι απλώς εμπιστεύονται τους ακριανούς. Αυτό είναι και το πιο σωστό να γίνεται. Αν δεν γίνεται θα πρέπει ο κάθε κόμβος να επικοινωνεί με τον PDP. Αυτό όμως έχει ως αποτέλεσμα τρομερές καθυστερήσεις.

Τέλος θα πρέπει να υπάρχει ασφάλεια και προστασία από υποκλοπές. Για να μπορέσουμε να το κάνουμε αυτό θα πρέπει οι διεργασίες PEP και PDP να μπορούν να αναγνωρίζουν η μια την ταυτότητα της άλλης.

Στην συνέχεια θα αναφέρουμε ορισμένα χαρακτηριστικά παραδείγματα από κανόνες τους οποίους μπορεί να εφαρμόζει ένα στοιχείο πολιτικής. Δηλαδή θα περιγράψουμε ορισμένες πολιτικές.

Η πρώτη πολιτική βασίζεται στην χρονική στιγμή ή στην ταυτότητα του χρήστη. Σε αυτήν την πολιτική το εάν κάποια αίτηση γίνει αποδεκτή ή όχι εξαρτάται από την ώρα στην οποία γίνεται. Δηλαδή αν κάποιος χρήστης ο οποίος δεν είναι διατεθειμένος να πληρώσει πολλά ζητήσει πολλούς πόρους σε μια ώρα αιχμής τότε το στοιχείο πολιτικής θα αρνηθεί να του δώσει αυτούς τους πόρους. Αν κάποιος ο οποίος είναι διατεθειμένος να πληρώσει πολλά ζητήσει πολλούς πόρους σε μια ώρα αιχμής τότε το στοιχείο πολιτικής θα δεκτεί να του δώσει αυτούς τους πόρους.

Η δεύτερη πολιτική αναφέρεται σε ζητήματα χρέωση μεταξύ διαφορετικών παροχέων. Σε αυτήν την περίπτωση έχουμε τις δύο στρατηγικές που περιγράψαμε πιο πάνω. Αυτή η μέθοδος είναι δημοφιλής στα τηλεφωνικά δίκτυα.

Η τρίτη πολιτική είναι οι προπληρωμένες κάρτες. Ο κάθε χρήστης έχει μια κάρτα και όταν θέλει να κάνει δέσμευση πόρων δίνει το αναγνωριστικό της κάρτας του και στην συνέχεια τα στοιχεία πολιτικής χρεώνουν αυτήν την κάρτα.

Η τέταρτη πολιτική είναι αυτή που βασίζεται σε προτεραιότητες. Σε πολλές περιπτώσεις είναι επιθυμητό να κάνουμε διακρίσεις μεταξύ των χρηστών. Σε αυτήν την περίπτωση θα είναι δυνατόν να αρνηθούμε σε κάποιον χρήστη μικρής προτεραιότητας να του δώσουμε πόρους έστω και αν αυτοί είναι διαθέσιμοι για να τους κρατήσουμε για κάποιον χρήστη που θα έρθει αργότερα. Μπορεί επίσης να διακόπτουμε την σύνδεση σε κάποιον χρήστη μικρής προτεραιότητας προκειμένου να δώσουμε τους πόρους που κατέχει σε ένα χρήστη με μεγάλη προτεραιότητα.

Η δρομολόγηση με βάση τον policer μπορεί να χρησιμοποιηθεί σε συνδυασμό με οποιαδήποτε από τις τέσσερις προηγούμενες λύσεις που έχει προτείνει η IETF. Δηλαδή μπορεί να συνδυαστεί με το μοντέλο των ολοκληρωμένων υπηρεσιών ή το μοντέλο των διαφοροποιημένων υπηρεσιών είτε για να συνεργαστούν μεταξύ τους τα δύο μοντέλα είτε για να επικοινωνήσουν δύο περιοχές(που χρησιμοποιούν αυτά τα δύο μοντέλα) μεταξύ τους.

3. Ποιότητα υπηρεσίας στο MPLS

Όπως έχουμε αναφέρει ήδη το MPLS σήμερα δεν υποστηρίζει ποιότητα υπηρεσίας. Ένας τρόπος για να υποστηρίξει ποιότητα υπηρεσίας είναι να εφαρμόσουμε τα μοντέλα των ολοκληρωμένων υπηρεσιών και διαφοροποιημένων υπηρεσιών πάνω από MPLS.

3.1 Ολοκληρωμένες Υπηρεσίες και RSVP πάνω από ATM

Σε αυτό το κεφάλαιο θα εξετάσουμε πως μπορούμε να τρέξουμε ολοκληρωμένες υπηρεσίες πάνω από ATM. Για να μπορέσουμε να τρέξουμε ολοκληρωμένες υπηρεσίες πάνω από ATM θα πρέπει να μπορούμε να κάνουμε τα παρακάτω πράγματα.

1. Θα πρέπει να μπορούμε να τρέχουμε RSVP πάνω από ATM

2. Να κάνουμε αντιστοίχιση των υπηρεσιών των ολοκληρωμένων υπηρεσιών στις αντίστοιχες υπηρεσίες του ATM.
3. Παροχή δυναμική ποιότητα υπηρεσίας.
4. Παροχή multicast.

3.1.1 RSVP πάνω από ATM

Για να μπορέσουμε να τρέξουμε RSVP πάνω από ATM θα πρέπει να μπορούμε να εγγυηθούμε ότι όλα τα PATH και RESV μηνύματα θα ακολουθήσουν το ίδιο μονοπάτι. Επίσης θα πρέπει να καθορίσουμε τα VCs πάνω στα οποία θα κάνει δέσμευση πόρων το RSVP. Για να το πετύχουμε αυτό θα πρέπει να έχουμε φτιάξει PVCs ή SVCs πάνω στα οποία τα PATH και τα RESV μηνύματα και θα κάνουν την δέσμευση των πόρων. Τα PVCs έχουν το πλεονέκτημα ότι είναι εξ'αρχής καθορισμένα και δεν έχουμε κόστος στην δημιουργία τους. Το μειονέκτημα είναι ότι μπορεί να έχουμε δεσμεύσει πόρους για κάποια κλάση υπηρεσίας η οποία δεν έχει κίνηση κάποια στιγμή ενώ μια άλλη που έχει δεν βρίσκει πόρους να δεσμεύσει. Αντιθέτως όταν έχουμε SVCs υπάρχει μεγάλη καθυστέρηση στο να φτιαχτούν τα VCs αλλά δεν έχουμε σπατάλη πόρων γιατί κάθε φορά φτιάχνουμε το SVC με βάση τις απαιτήσεις του χρήστη, ενώ στην περίπτωση των PVCs δεν ξέρουμε τις απαιτήσεις και έτσι θα δεσμεύουμε πάντα περισσότερους πόρους από αυτούς που χρειάζονται.

Επίσης ένα άλλο πρόβλημα που υπάρχει είναι ότι το RSVP είναι σχεδιασμένο να λειτουργεί με βάση τον παραλήπτη (receiver oriented) ενώ το ATM με βάση τον αποστολέα (sender oriented). Η λύση σε αυτό το πρόβλημα είναι να φτιάχνει ο αποστολέας το VC μόλις πάρει το RESV μήνυμα.

Τέλος θα πρέπει να καθορίσουμε και ποια VCs θα χρησιμοποιούν τα μηνύματα RSVP. Εδώ υπάρχουν τέσσερις προσεγγίσεις. Η πρώτη προσέγγιση είναι να χρησιμοποιούν τα ίδια VCs με τα δεδομένα. Εδώ υπάρχει ο κίνδυνος να χαθούν ή να καθυστερήσουν τα μηνύματα RSVP. Το πλεονέκτημα είναι ότι εξοικονομούμε VCIs. Η δεύτερη προσέγγιση είναι να δημιουργούμε ένα ξεχωριστό VC για κάθε RSVP κλήση. Αυτό έχει το πλεονέκτημα ότι δεν έχουμε κίνδυνο απώλειας ή καθυστέρηση των RSVP μηνυμάτων αλλά υπάρχει το μειονέκτημα ότι έχουμε μεγάλη σπατάλη από VCIs. Η τρίτη λύση είναι να κάνουμε πολύπλεξη από ένα σημείο προς πολλά σημεία των RSVP VCs. Η τέταρτη λύση είναι να κάνουμε πολύπλεξη από ένα σημείο προς ένα σημείο. Στις τρεις τελευταίες λύσεις θα πρέπει να καθορίσουμε και την ποιότητα υπηρεσίας που θα έχουν τα VCs.

3.1.2 Αντιστοίχιση υπηρεσιών ολοκληρωμένων υπηρεσιών σε υπηρεσίες ATM

Το επόμενο θέμα όπως είπαμε είναι να κάνουμε την αντιστοίχιση των τριών κλάσεων του πλαισίου των ολοκληρωμένων υπηρεσιών στις πέντε κλάσεις υπηρεσίας του ATM. Η αντιστοίχιση που έχει προταθεί είναι η εξής: οι ροές οι οποίες ανήκουν στην guaranteed να αντιστοιχηθούν σε VCs τα οποία θα είναι CBR ή rt-VBR. Αυτή η αντιστοίχιση είναι λογική γιατί όλες οι ροές που ανήκουν στην guaranteed έχουν αυστηρές απαιτήσεις σε εύρος ζώνης και καθυστέρηση. Οι υπόλοιπες τρεις κλάσεις υπηρεσίας του ATM δεν παρέχουν τις εγγυήσεις που θέλουν αυτές οι ροές.

Για την controlled load υπηρεσίας έχει προταθεί όσες ροές ανήκουν σε αυτήν να παίρνανε από nrt-VBR ή ABR VCs. Βέβαια μπορούν να παίρνουν και από CBR ή rt-VBR VCs αλλά αυτό θα ήταν σπατάλη πόρων.

Για την Best effort χρησιμοποιούμε UBR VCs. Είναι προφανές γιατί χρησιμοποιούμε UBR αφού στην best effort δεν έχουμε καμία εγγύηση υπηρεσία. Άρα η χρησιμοποίηση οποιοδήποτε άλλων VCs θα ήταν σπατάλη πόρων.

3.1.3 Δυναμική παροχή ποιότητα υπηρεσίας

Το τρίτο θέμα που έχουμε να αντιμετωπίσουμε είναι η παροχή δυναμικής ποιότητας υπηρεσίας. Στο ATM όπως ξέρουμε δεν υπάρχει η δυνατότητα να αλλάζουμε δυναμικά την ποιότητα υπηρεσία που έχει κάποιο VC. Για να μπορέσουμε να παρέχουμε δυναμική ποιότητα υπηρεσίας θα πρέπει κάθε φορά που ζητάει κάποιο χρήστη να αλλάξει η ποιότητα υπηρεσίας που του παρέχεται να δημιουργούμε ένα νέο VCs από την αρχή και να καταστρέφουμε το παλιό. Επειδή αυτό όμως είναι χρονοβόρο και για ένα μεγάλο διάστημα δεν θα υπάρχει σύνδεση άρα θα χαθούν δεδομένα, θα πρέπει πρώτα να δημιουργήσουμε το νέο VC και στην συνέχεια να καταστρέψουμε το παλιό. Σε αυτήν την περίπτωση θα πρέπει να λάβουμε ορισμένα μέτρα για την αντιμετώπιση των διπλών πακέτων τα οποία θα φτάσουν στον δέκτη. Επίσης θα πρέπει να καθορίσουμε και πόσο συχνά θα επιτρέπουμε στον χρήστη να αλλάξει την ποιότητα υπηρεσίας την οποία ζητάει.

3.1.4 IP Multicast πάνω από ATM

Το τελευταίο θέμα είναι πως θα γίνει το multicast πάνω από ATM. Το ATM επιτρέπει multicast VCs τα οποία έχουν την ίδια υπηρεσία παντού. Δηλαδή δεν επιτρέπει στους δέκτες να έχουν διαφορετική ποιότητα υπηρεσίας μεταξύ τους (ετερογένια). Αντιθέτως στο IP επιτρέπεται στους χρήστες να έχουν διαφορετική ποιότητα υπηρεσίας. Για να αντιμετωπίσουμε αυτό το πρόβλημα θα πρέπει να ανοίγουμε ένα διαφορετικό multicast VC για κάθε διαφορετική ποιότητα υπηρεσίας που μας ζητάτε. Αυτό όμως έχει δύο μειονεκτήματα. Πρώτον έχουμε την ίδια πληροφορία να μεταφέρεται πολλές φορές και δεύτερον έχουμε σπατάλη VCs. Δυστυχώς όμως αυτό το πρόβλημα δεν αντιμετωπίζεται. Μπορούμε όμως να περιορίσουμε τον αριθμό των διαφορετικών κλάσεων ποιότητας υπηρεσίας που μπορεί να ζητήσει ο χρήστης (π.χ. 3, άρα θα έχουμε τρία multicast VCS). Επίσης ένα άλλο πρόβλημα που υπάρχει στο multicast είναι ότι το ATM επιτρέπει μόνο από ένα – προς – πολλά σημεία VCs και όχι συνδέσεις από πολλά – προς – πολλά σημεία όπως το IP. Αυτό το πρόβλημα για να αντιμετωπιστεί πρέπει να ανοίγουμε από κάθε σημείο ένα – προς – πολλά VCs.

3.2 Διαφοροποιημένες υπηρεσίες πάνω από ATM

Σε αυτό το κεφάλαιο θα μιλήσουμε για το πως μπορούμε να περάσουμε ροές οι οποίες ανήκουν σε διαφοροποιημένες υπηρεσίες, πάνω από ATM. Για να το κατορθώσουμε αυτό θα πρέπει να κάνουμε

1. Την αντιστοίχιση των διαφόρων κλάσεων υπηρεσίας των διαφοροποιημένων υπηρεσιών στις αντίστοιχες του ATM.
2. Την μεταφορά της λειτουργίας των conditioners και των PHBs σε επίπεδο 2.

3.2.1 Αντιστοίχιση κλάσεων υπηρεσίας των διαφοροποιημένων υπηρεσιών σε υπηρεσίες ATM

Όσον αφορά την αντιστοίχιση υπηρεσιών των διαφοροποιημένων υπηρεσιών στις αντίστοιχες υπηρεσίες του ATM ισχύουν τα εξής: η υπηρεσίες των διαφοροποιημένων υπηρεσιών αντιστοιχούν κυρίως στις κλάσεις υπηρεσίας ABR και nrt-VBR του ATM. Αυτό είναι λογικό γιατί στις διαφοροποιημένες υπηρεσίες δεν εγγυόμαστε στον χρήστη αυστηρά την καθυστέρηση που θα έχουν τα πακέτα του.

3.2.2 Μεταφορά των λειτουργιών σε επίπεδο 2

Όσον αφορά το δεύτερο ζήτημα, οι conditioners είναι αδύνατον να λειτουργήσουν σε επίπεδο 2. Αυτό δεν μας πειράζει ιδιαίτερα γιατί αυτή λειτουργούν μόνο στα άκρα του δικτύου. Όμως για τους PHB η λειτουργία τους θα πρέπει να γίνει οπωσδήποτε σε επίπεδο 2 γιατί αν δεν γίνει χάνουμε την πλεονεκτήματα που έχουμε όταν κάνουμε μεταγωγή στο επίπεδο 2 και όχι στο επίπεδο 3. Για να το επιτύχουμε αυτό θα πρέπει να μπορούμε να χρησιμοποιήσουμε το πρωτόκολλο που έχει το MPLS για να επικοινωνεί με το επίπεδο 2 για να ανοίξουμε τα κατάλληλα VCs.

4. Περιγραφή του μοντέλου και της βασικής θεωρίας

4.1 Μοντέλο του δικτύου

Θεωρούμε ότι το δίκτυο που μελετάμε έχει n κόμβους. Έστω N το σύνολο των κόμβων του δικτύου. Ονομάζουμε $L = \{1, 2, 3, \dots, K\}$ το σύνολο των συνδέσμων (μιας κατεύθυνσης) του δικτύου. Ένας σύνδεσμος συνδέει δύο κόμβους του δικτύου. Θα συμβολίζουμε ως l_{ij} , $i, j \in N$ τον σύνδεσμο ο οποίος συνδέει τους κόμβους i και j .

Χωρίζουμε το εύρος ζώνης του κάθε συνδέσμου σε κυκλώματα καθένα από τα οποία έχει την ίδια χωρητικότητα (π.χ. αν ο σύνδεσμος είχε χωρητικότητα 150 Mbps, και ο οποίος μεταφέρει κυκλοφορία η οποία χρειάζεται ελάχιστο ρυθμό εξυπηρέτησης 16 Kbps, μπορούμε να χωρίσουμε τον σύνδεσμο σε 9375 κυκλώματα.). Την χωρητικότητα του συνδέσμου l , την συμβολίζουμε ως C_l και δείχνει τον αριθμό των κυκλωμάτων που υπάρχουν στον σύνδεσμο l . Το σύνολο των κλάσεων των υπηρεσιών τον συμβολίζουμε ως SC . Όταν λέμε κλάση υπηρεσίας θα εννοούμε π.χ. rt-VBR, CBR, delay-sensitive κ.τ.λ. Κάθε κλάση υπηρεσίας μπορεί να εξυπηρετεί πολλούς διαφορετικούς τύπους από ροές (τύπους υπηρεσίας). Για παράδειγμα μπορεί να εξυπηρετεί ροές που μεταφέρουν MPEG βίντεο και ροές που μεταφέρουν φωνή. Βέβαια αυτές οι ροές θα έχουν διαφορετικές ανάγκες σε εύρος ζώνης. Ονομάζουμε $A(s)$, $s \in SC$ το σύνολο των διαφορετικών τύπων υπηρεσίας που ανήκουν στην κλάση υπηρεσίας s . Συμβολίζουμε ως A_{lq} , $l \in L, s \in SC, q \in A(s)$ τον αριθμό των κυκλωμάτων που χρειάζεται μια ροή τύπου q στον σύνδεσμο l και η οποία ανήκει στην κλάση υπηρεσίας s .

Ορίζουμε ένα σύνολο από μονοπάτια R . Κάθε μονοπάτι $r \in R$ είναι ένα υποσύνολο του L . Ονομάζουμε $R(n, s)$, $n \in N, s \in SC$ όλα τα μονοπάτια τα οποία έχουν ως αφετηρία τον κόμβο n και τα οποία εξυπηρετούν αιτήσεις οι οποίες ζητούν την υπηρεσία s . Το κάθε μονοπάτι θα εξυπηρετεί και από ένα διαφορετικό τύπο υπηρεσίας.

Συμβολίζουμε ως $c_{lr} = A_{lr} * c_l$ το συνεπαγόμενο κόστος του μονοπατιού $r \in R$ στον σύνδεσμο $l \in L$. Όπως θα εξηγήσουμε και στο κεφάλαιο 4.2, το συνεπαγόμενο κόστος δείχνει το πόσο αρνητικά θα επηρεάσει τα άλλα μονοπάτια που χρησιμοποιούν τον σύνδεσμο l η αποδοχή μιας κλήσης, η οποία θα χρησιμοποιήσει το r . Σημειώστε ότι επειδή το κάθε μονοπάτι εξυπηρετεί ένα τύπο υπηρεσίας θα ισχύει ότι $c_{lr} = A_{lr} * c_l = A_{lq} * c_l$, όπου A_{lq} είναι ο αριθμός των κυκλωμάτων που χρειάζεται μια ροή τύπου q στον σύνδεσμο l .

Συμβολίζουμε ως B_{kr} , $r \in R, k \in L$ την πιθανότητα να μπλοκαριστεί μια κλήση που χρησιμοποιεί το μονοπάτι r στον σύνδεσμο k (μια κλήση μπλοκαρίζεται στον σύνδεσμο k αν δεν υπάρχουν αρκετά ελεύθερα κυκλώματα έτσι ώστε να είναι δυνατή η εξυπηρέτησή της). Όταν λέμε ότι μια κλήση μπλοκάρεται δεν εννοούμε ότι δεν θα εισέλθει στο δίκτυο κυκλοφορία από την συγκεκριμένη κλήση αλλά εννοούμε ότι θα εισέλθει η κλήση στο δίκτυο αλλά θα δημιουργήσει πλεονασματική κυκλοφορία (δηλαδή θα χάνονται πακέτα στον συγκεκριμένο σύνδεσμο). Συμβολίζουμε ως B_r την πιθανότητα να μπλοκαριστεί μια κλήση στο μονοπάτι r (να μπλοκαριστεί σε κάποιον σύνδεσμο που ανήκει στο r). Θα ονομάζουμε ρ_{kr} τον ρυθμό με τον οποίο προσφέρεται κυκλοφορία στον σύνδεσμο k από το μονοπάτι r και

λ_{kr} τον ρυθμό κυκλοφορία η οποία ανήκει στο μονοπάτι r και περνάει από τον σύνδεσμο k χωρίς να μπλοκαριστεί. Έχουμε $\lambda_{kr} = \rho_{kr} * (1 - B_{kr})$. Συμβολίζουμε ως ν_r τον ρυθμό κυκλοφορία ο οποίος προσφέρεται στο μονοπάτι r και ως $\lambda_r = \nu_r * \prod_{k \in r} (1 - B_k)$ την κυκλοφορία που τελικά περνάει από το μονοπάτι r (χωρίς να μπλοκαριστεί). Για κάθε μονοπάτι r ορίζεται το κέρδος w_r το οποίο είναι το κέρδος που θα έχει το δίκτυο αν αποδεχτεί μια κλήση στο μονοπάτι r . Επίσης για κάθε μονοπάτι r ορίζεται το πλεονασματικό κέρδος s_r και το οποίο ισούται με $s_r = w_r - \sum_{k \in r} c_{kr} = w_r - \sum_{k \in r} A_{kr} c_k$. Το συνολικό κέρδος του δικτύου θα είναι $W = \sum_{r \in R} w_r * \lambda_r$ και το πλεονασματικό κέρδος θα ισούται με $S = \sum_{r \in R} s_r * \lambda_r$.

Ο στόχος μας είναι να μοιράζουμε το εύρος ζώνης του κάθε συνδέσμου μεταξύ των κλάσεων υπηρεσιών του SC . Το εύρος ζώνης που έχει δοθεί σε μια κλάση υπηρεσία δεν μπορεί να χρησιμοποιηθεί από μια άλλη κλάση υπηρεσία. Έτσι για κάθε φυσικό σύνδεσμο δημιουργούμε ένα ιδεατό σύνδεσμο για κάθε κλάση υπηρεσία. Όλα οι ιδεατοί σύνδεσμοι οι οποίοι ανήκουν στην κλάση υπηρεσία s ορίζουν ένα ιδεατό δίκτυο $N(s)$ (για αυτήν την κλάση υπηρεσίας). Κάθε ιδεατό δίκτυο είναι ανεξάρτητο από όλα τα άλλα ιδεατά δίκτυα. Έτσι όλα όσα έχουμε ορίσει πιο πάνω μπορούν να οριστούν και για το κάθε ιδεατό δίκτυο.

4.2 Ανασκόπηση της βασική θεωρίας από τα δίκτυα με μεταγωγή κυκλώματος

Σε αυτό το κεφάλαιο κάνουμε μια σύντομη περιγραφή της δουλειάς του Kelly's πάνω στην δρομολόγηση και στην δέσμευση πόρων στα δίκτυα με μεταγωγή κυκλώματος [19], και στην συνέχεια προτείνουμε την χρησιμοποίηση αυτής της δουλειάς στην δέσμευση πόρων σε δίκτυα MPLS τα οποία εξυπηρετούν πολλαπλές κλάσεις υπηρεσιών. Έστω ότι έχουμε μόνο μια κλάση υπηρεσίας η οποία χρειάζεται μόνο ένα κύκλωμα για να εξυπηρετηθεί μια κλήση. Θεωρούμε ότι οι κλήσεις για εξυπηρέτηση στο μονοπάτι r φτάνουν σύμφωνα με την Poisson με ρυθμό ν_r , και καθώς το r ποικίλη θα δεικτοδοτεί ανεξάρτητα Poisson ροών(streams). Μια κλήση στο μονοπάτι r μπλοκάρεται και χάνεται αν δεν υπάρχει κανένα ελεύθερο κύκλωμα πάνω σε κάποιο σύνδεσμο $k \in r$. Έστω B_j η πιθανότητα μπλοκαρίσματος στον σύνδεσμο j . Για κάθε σύνδεσμο έχουμε

$$B_k = E\left(\sum_{r: k \in r} \nu_r \prod_{j \in r - \{k\}} (1 - B_j), C_k\right) \quad (1)$$

όπου για βαθμωτά ν και C , και

$$E(\nu, C) = \frac{\nu^C}{C!} \left[\sum_{n=0}^C \frac{\nu^n}{n!} \right]^{-1} \quad (1a)$$

είναι η φόρμουλα του Erlang η οποία δίνει την απώλεια των κλήσεων σε ένα σύνδεσμο ο οποίος έχει χωρητικότητα C κυκλωμάτων και η κυκλοφορία που προσφέρεται σε αυτόν τον σύνδεσμο είναι Poisson με ρυθμό ν . Σημειώστε ότι ο ρυθμός κυκλοφορία ο οποίος προσφέρεται από τον μονοπάτι r στον σύνδεσμο $k \in r$ δεν είναι ν_r αλλά είναι μειωμένη (thinned) κατά ένα παράγοντα $\prod_{j \in r - \{k\}} (1 - B_j)$. Αυτό

σημαίνει ότι το stream ν_r μειώνεται κατά ένα παράγοντα $(1 - B_j)$ σε κάθε σύνδεσμο

$j \in r - \{k\}$ πριν φτάσει στον σύνδεσμο k . Ο παράγοντας $(1 - B_j)$ δείχνει την πιθανότητα να μην μπλοκαριστεί μια κλήση στο μονοπάτι r στον σύνδεσμο j . Μια προσέγγιση στο ποσοστό των κλήσεων που χάνονται στο μονοπάτι r είναι

$$B_r = 1 - \prod_{k \in r} (1 - B_k). \text{ Έστω } B = (B_1, \dots, B_k), C = (C_1, \dots, C_k), v = (v_r, r \in R) \text{ και}$$

η $B = B(v; C)$ να είναι η λύση της Εξίσωσης (1). Για κάθε κλήση που αποδεχόμαστε στο μονοπάτι r έχουμε κέρδος w_r και το συνολικό κέρδος του δικτύου είναι $W(v; C) = \sum_r w_r \lambda_r$, όπου $\lambda_r = v_r \prod_{k \in r} (1 - B_k)$. Έστω $c = (c_1, \dots, c_k)$ είναι τα

συνεπαγόμενα κόστη. Έχουμε ότι

$$c_k = \eta_k (1 - B_k)^{-1} \sum_{r: k \in r} \lambda_r (w_r - \sum_{j \in r - \{k\}} c_j) \quad (2)$$

όπου

$$\eta_k = E(\rho_k, C_k - 1) - E(\rho_k, C_k) \quad (3)$$

και

$$\rho_k = \sum_{r: k \in r} v_r \prod_{j \in r - \{k\}} (1 - B_j)$$

Το ρ_k είναι η κυκλοφορία η οποία προσφέρεται στον σύνδεσμο k και η_k είναι η αύξηση στην πιθανότητα μπλοκαρίσματος στον σύνδεσμο k όταν αφαιρέσουμε ένα κύκλωμα από την χωρητικότητα του. Σημειώστε ότι το συνεπαγόμενο κόστος του συνδέσμου k δείχνει πόσο θα χάσει μελλοντικά το δίκτυο αν αποδεχτούμε μια κλήση στον σύνδεσμο k . Αυτή η μείωση προκαλείται από την αύξηση της πιθανότητας μπλοκαρίσματος στον σύνδεσμο k , η οποία προκαλείται επειδή δεσμεύουμε ένα κύκλωμα για να εξυπηρετήσουμε μια κλήση και άρα μειώνουμε την διαθέσιμη χωρητικότητα στον k . Επίσης σημειώστε ότι μια αλλαγή στον σύνδεσμο k επηρεάζει όλα τα μονοπάτια που χρησιμοποιούν τον σύνδεσμο k και έτσι επηρεάζει όλους τα άλλους συνδέσμους (γιατί αυτά τα μονοπάτια χρησιμοποιούν και άλλους συνδέσμους). Για παράδειγμα η αύξηση στην πιθανότητα μπλοκαρίσματος στον σύνδεσμο k μπορεί να προκαλέσει μείωση στον ρυθμό με τον οποίο αποδεχόμαστε κλήσεις στο μονοπάτι r το οποίο χρησιμοποιεί τον σύνδεσμο k και έτσι για κάθε σύνδεσμο $j \in r$ μπορούμε να αυξήσουμε τον ρυθμό με τον οποίο αποδεχόμαστε κλήσεις στα άλλα μονοπάτια τα οποία χρησιμοποιούν αυτούς τους συνδέσμους. Αυτό όμως θα προκαλέσει αύξηση στην πιθανότητα μπλοκαρίσματος σε άλλους συνδέσμους κ.τ.λ. Η εξίσωση (2) περιλαμβάνει όλες αυτές τις αλληλεξαρτήσεις. Όπως έχουμε ήδη αναφέρει το συνεπαγόμενο κόστος c μετράει την επίδραση που θα έχει η αποδοχή μια κλήσης πάνω στα άλλα μονοπάτια του δικτύου. Ο Kelly [19] απόδειξε ότι

$$\frac{d}{dv_r} W(v; C) = (1 - B_r) (w_r - \sum_{k \in r} c_k) \quad (4)$$

Η εξίσωση (4) μας λει μια επιπλέον κλήση στο μονοπάτι r γίνεται αποδεκτή με πιθανότητα $(1 - B_r)$; αν γίνει αποδεκτή τότε παράγει κέρδος w_r , αλλά προκαλεί και κόστος c_k σε κάθε σύνδεσμο $k \in r$. Δεδομένου ότι $s_r = (w_r - \sum_{k \in r} c_k)$ μπορούμε να

ξαναγράψουμε την εξίσωση (4) ως

$$\frac{d}{dv_r} W(v; C) = (1 - B_r) s_r \quad (4a)$$

Η εξίσωση (4α) μας δείχνει την μεταβολή στο κέρδος του δικτύου να αποδεκτούμε μια κλήση πάνω στο μονοπάτι r . Αυτή η εξίσωση μπορεί να χρησιμοποιηθεί στην περίπτωση που έχουμε δρομολόγηση με πολλαπλά μονοπάτια για να επιλέξουμε το μονοπάτι το οποίο δίνει την μεγαλύτερη θετική μεταβολή στο κέρδος του δικτύου. Σημειώστε ότι το μονοπάτι που έχει το μεγαλύτερο $(1 - B_r)s_r$ θα μας δώσει το μεγαλύτερο κέρδος.

Επίσης ο Kelly απέδειξε ότι

$$\frac{d}{dC_k} W(v; C) = c_k \quad (5)$$

Η εξίσωση (5) δείχνει πόσο θα αλλάξει το κέρδος του δικτύου αν αλλάξουμε την χωρητικότητα στον σύνδεσμο k . Πιο συγκεκριμένα το c_k μετράει την ευαισθησία του κέρδους που θα είχαμε αν η χωρητικότητα του συνδέσμου k είναι C_k . Πιο συγκεκριμένα μας λει ότι αν αυξήσουμε την χωρητικότητα κατά 1 κύκλωμα στο σύνδεσμο k θα κερδίσαμε c_k . Παρομοίως αν μειώσουμε την χωρητικότητα στον σύνδεσμο k κατά 1 θα χάσουμε c_k .

Επειδή $s_r = w_r - \sum_{j \in r} c_j$, μπορούμε να ξαναγράψουμε την εξίσωση (2) ως εξής

$$c_k = \eta_k (1 - B_k)^{-1} \sum_{r: k \in r} \lambda_r (s_r + c_k) \quad (6).$$

Κάτω από την προσέγγιση $\rho_{kr} = \lambda_{kr} (1 - B_k)^{-1}$, όπου ρ_{kr} είναι η κυκλοφορία η οποία προσφέρεται από το μονοπάτι r στον σύνδεσμο k , η εξίσωση (6) μπορεί να ξαναγραφτεί ως

$$c_k = \sum_{r: k \in r} \eta_k \rho_{kr} (s_r + c_k) = \eta_k * \sum_{r: k \in r} \rho_{kr} (s_r + c_k) \quad (7).$$

Μπορούμε να μετρήσουμε on-line τα ρ_k και ρ_{kr} και να τα χρησιμοποιήσουμε στον υπολογισμό των συνεπαγόμενων κοστών (ξέρουμε το C_k και υπολογίζουμε το η_k από την (3)).

Οι προηγούμενες εξισώσεις μπορούν να τροποποιηθούν κατάλληλα για να καλύψουν και την περίπτωση που κάποιες κλήσεις σε κάποια μονοπάτια χρειάζονται περισσότερα από ένα κύκλωμα. Πιο συγκεκριμένα αν το μονοπάτι r χρειάζεται A_{kr} κυκλώματα στον σύνδεσμο k , τότε το συνεπαγόμενο κόστος για την αποδοχή μιας κλήσης στον σύνδεσμο k στο μονοπάτι r είναι

$$c_k = \eta_k * (1 - B_k) \sum_{r: k \in r} A_{kr} \lambda_r (w_r - \sum_{j \in r - \{k\}} A_{jr} c_j) \quad (8).$$

Επειδή όμως η κυκλοφορία που προσφέρεται στον σύνδεσμο k είναι $\rho_k (1 - B_k) = \sum_{r: k \in r} A_{kr} \lambda_r$ και ονομάζοντας $\delta_k = \eta_k * \rho_k$ η εξίσωση (8) μπορεί να

ξαναγραφτεί ως εξής:

$$c_k = \delta_k \sum_{r: k \in r} A_{kr} * \frac{\text{traffic offered on route } r}{\text{traffic offered on link } k} (s_r + c_k) \quad (9),$$

όπου

$$s_r = w_r - \sum_{j \in r} A_{jr} c_j.$$

Αυτή η εξίσωση μας επιτρέπει να υπολογίζουμε τα συνεπαγόμενα κόστη κατανεμημένα. Πιο συγκεκριμένα ο κάθε κόμβος θα πρέπει για κάθε σύνδεσμο εξόδου k που έχει να μετράει την κυκλοφορία που προσφέρει κάθε μονοπάτι το οποίο

περνάει από τον σύνδεσμο k και επίσης πρέπει να μετράει την κυκλοφορία η οποία προσφέρεται συνολικά στον σύνδεσμο. Αυτό είναι αρκετά για τον υπολογισμό του δ_k . Για τον υπολογισμό του συνεπαγόμενου κόστους χρειάζεται να ξέρει και το s_r κάθε μονοπατιού r το οποίο χρησιμοποιεί τον σύνδεσμο k . Για να το ξέρει αυτό θα πρέπει ο κάθε κόμβος πηγή να ενημερώνει τους ενδιάμεσους κόμβους για το s_r κάθε μονοπατιού του. Το πως ακριβώς θα γίνεται αυτό θα το αναφέρομε πιο κάτω. Σημειώστε ότι το μονοπάτι r έχει συνεπαγόμενο κόστος $A_{jr} * c_j$ στον σύνδεσμο j . Δύο μονοπάτια τα οποία χρειάζονται τον ίδιο αριθμό κυκλωμάτων σε ένα σύνδεσμο θα έχουν και το ίδιο συνεπαγόμενο κόστος.

5 Προτεινόμενη χρήση του συνεπαγόμενου κόστους στο MPLS

Υποθέτουμε ότι έχουμε ένα δίκτυο IP το οποίο είναι MPLS το οποίο υποστηρίζει τρεις διαφορετικές κλάση υπηρεσιών (για παράδειγμα: best effort, throughput sensitive, and delay sensitive όπως στο 5.1). Αρχικά σε κάθε σύνδεσμο χωρίζουμε το εύρος ζώνης μεταξύ των διαφορετικών κλάσεων με βάση κάποια πολιτική (στρατηγική των παροχών του διαδικτύου). Το εύρος ζώνης που έχει αποδοθεί σε μια κλάση υπηρεσίας δεν μπορεί να χρησιμοποιηθεί από άλλη κλάση υπηρεσία. Έτσι σε κάθε φυσικό σύνδεσμο ορίζουμε για κάθε κλάση υπηρεσίας ένα ιδεατό σύνδεσμο. Οι ιδεατοί σύνδεσμοι που ανήκουν στην ίδια κλάση υπηρεσία αποτελούν το ιδεατό δίκτυο για την συγκεκριμένη κλάση (βλέπε κεφάλαιο 4.1). Στην συγκεκριμένη περίπτωση θα έχουμε τρία ιδεατά δίκτυα.

Υπάρχουν πολλοί τρόποι να τοποθετήσει κάποιος το μοντέλο της μεταγωγής κυκλώματος (CSM) μέσα στο πλαίσιο του MPLS. Το σημαντικό είναι ότι μια κλήση στο CSM μπορεί να αντιστοιχηθεί με μια ροή στο MPLS. Όταν μια νέα ροή πρέπει να δρομολογηθεί μέσα από το δίκτυο, ο δρομολογητής θα καθορίσει α) το ιδεατό δίκτυο μέσα από το οποίο θα δρομολογηθεί (αναλόγως των απαιτήσεων σε ποιότητα υπηρεσίας), β) τους πόρους A_{kq} που πρέπει να δεσμευθούν (με το να αναθέτει το κατάλληλο ισοδύναμο εύρος ζώνης στην ροή), και γ) το κέρδος w που θα αποφέρει η ροή. Το επόμενο θέμα είναι ο υπολογισμός του c_k από την εξίσωση (9). Αυτό μπορεί να γίνει αποτελεσματικά αν συνδυασθούν on-line μετρήσεις στον υπολογισμό. Για παράδειγμα, μπορούμε να μετράμε on-line την πιθανότητα μπλοκαρίσματος καθώς και το ρυθμό με τον οποίο προσφέρεται κυκλοφορία μέσα σε ένα μονοπάτι (thinned rates). Πιο συγκεκριμένα μετράμε για κάθε μονοπάτι το πηλίκο

$\frac{\text{Ενεργές ροές}}{\text{Μέση διάρκεια μια ροής}}$. Από τον νόμο του Little αυτός είναι ο ρυθμός με τον οποίο προσφέρει κυκλοφορία το συγκεκριμένο μονοπάτι.

Μετά τον υπολογισμό του c_k , μπορούμε να το χρησιμοποιήσουμε είτε για να αυξήσουμε το το εύρος ζώνης σε κάποιο ιδεατό σύνδεσμο και να το μειώσουμε σε κάποιον άλλον (αυτοί μοιράζονται τον ίδιο φυσικό σύνδεσμο), είτε για να επιλέξουμε ποίο μονοπάτι θα χρησιμοποιήσει κάποια ροή όταν έχουμε περισσότερα από ένα μονοπάτια διαθέσιμα. Πιο συγκεκριμένα όπως έχουμε αναφέρει πιο πάνω το συνεπαγόμενο κόστος μας δείχνει πόσο θα κερδίσομε/χάσομε αν αυξήσομε/μειώσομε την χωρητικότητα κάποιου ιδεατού συνδέσμου κατά ένα κύκλωμα. Αν η διαφορά των συνεπαγόμενων κοστών είναι μεγάλη αυτό σημαίνει ότι θα πρέπει να πάρουμε πόρους από εκεί που το συνεπαγόμενο κόστος είναι μικρό και να τους αποδώσομε εκεί που είναι μεγάλο. Επίσης θα πρέπει να τονίσουμε ότι επειδή το συνεπαγόμενο κόστος λαμβάνει υπόψη πόσο στοιχίζει μια κλήση κάποιας κλάσης υπηρεσίας το συνεπαγόμενο κόστος της ακριβής κλάσης θα είναι πιο μεγάλο από ότι κάποιας κλάσης η οποία είναι πιο φτηνή. Άρα λογικά ο μηχανισμός ανακατανομής των πόρων θα ενεργοποιείται όταν η πλεονασματική κυκλοφορία στην ακριβής κλάση είναι μικρή, μεγαλύτερη στην λιγότερο ακριβή κλάση κ.τ.λ.

Όπως θα προτείνουμε στο επόμενο κεφάλαιο, η δυναμική ανακατανομή του εύρους ζώνης μεταξύ των κλάσεων υπηρεσιών που υποστηρίζονται θα γίνει από μια υψηλού

επιπέδου διεργασία (ένα στοιχείο πολιτικής το οποίο θα ονομάζουμε “Policer”) η οποία θα βασίζεται σε alarms που στέλνει κάποιο κόμβο για κάποιο σύνδεσμο του. Το πότε θα σταλούν αυτά τα alarms εξαρτάται από διάφορα κριτήρια βελτιστοποίησης. Ένας τρόπος είναι αυτός που περιγράψαμε πιο πάνω. Ένας άλλος τρόπος (ευριστικός) είναι να στέλνονται alarms όταν η πιθανότητα μπλοκαρίσματος σε κάποιο ιδεατό σύνδεσμο περνάει κάποιο κατώφλι ($B_j \geq \epsilon$).

5.1 Οι κλάσεις υπηρεσίας του MPLS

Στο MPLS έχουν οριστεί τρεις κλάσεις υπηρεσίας [20]: η best effort, η throughput sensitive και η delay sensitive. Πριν περιγράψουμε την καθεμία από αυτές τις τρεις κλάσεις υπηρεσίας θα περιγράψουμε τις παραμέτρους οι οποίες χρειάζονται για να ορίσουμε αυτές τις κλάσεις.

Αυτές οι παράμετροι είναι οι Committed Data Rate (CDR), η Committed Burst Tolerance (CBT) και η Peak Data Rate (PDR). Αυτές οι τρεις παράμετροι χρησιμοποιούνται για να ορίσουμε τους παραμέτρους του leaky bucket. Πιο συγκεκριμένα η CDR είναι ο ρυθμός τον οποίο εγγυόμαστε ότι θα μεταφέρουμε σίγουρα, η PDR είναι ο μέγιστος ρυθμός με τον οποίο επιτρέπουμε σε μια ροή να στέλνει δεδομένα και η CBT δείχνει τον μέγιστο αριθμό πακέτων που μπορούμε να στείλουμε σε μια έκρηξη(burst). Εμείς θα υποθέσουμε ότι το δίκτυο μας υποστηρίζει τις Throughput Sensitive και Delay Sensitive και μια τροποποίηση της Best Effort.

Best Effort: Σε αυτήν την κατηγορία παρέχουμε μια ελάχιστη εγγύηση για την απόδοση. Αυτή η ελάχιστη εγγύηση στην απόδοση είναι ίδια για όλες τις ροές ανεξάρτητα αν αυτές είναι βίντεο, audio, ftp.

Throughput Sensitive: Σε αυτήν την κατηγορία εγγυόμαστε ότι θα μεταφέρουμε πακέτα με ρυθμό CDR και όλα τα πακέτα τα οποία ξεπερνούν αυτόν τον ρυθμό μπορεί να μεταφερθούν (αλλά αυτά θα έχουν χαμηλή προτεραιότητα). Το πόσα επιπλέον πακέτα μπορούν να μεταφερθούν εξαρτώνται από το CBT.

Delay Sensitive: Σε αυτήν την κατηγορία εγγυόμαστε αυστηρή ποιότητα υπηρεσίας. Το δίκτυο εγγυάται ότι θα παραδώσει με σιγουριά και με ελάχιστη καθυστέρηση τα πακέτα μέχρι τον ρυθμό CDR.

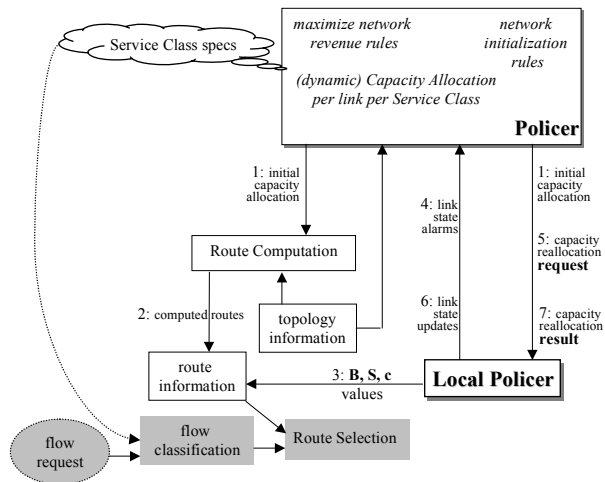
Το PDR χρησιμοποιείται για μορφοποίηση. Μπορούμε να πούμε ότι η κλάση υπηρεσίας **Best Effort** αντιστοιχεί στην κλάση υπηρεσίας ABR του ATM, η κλάση **Throughput Sensitive** αντιστοιχεί στην κλάση υπηρεσία ABR ή nrt-VBR του ATM και η **Delay Sensitive** αντιστοιχεί στην rt-VBR υπηρεσία του ATM.

Για την δέσμευση πόρων για αυτές τις κλάσεις, προτείνουμε μια επέκταση του LDP(Label Distribution Protocol). Στο κεφάλαιο 7.1 περιγράφομε λεπτομερώς πως γίνεται η δέσμευση πόρων στο MPLS.

6.Μηχανισμοί για Παροχή Ποιότητα Υπηρεσίας σε Δίκτυα MPLS τα οποία υποστηρίζουν Πολλαπλές Κλάσεις Υπηρεσιών

Σε αυτό το κεφάλαιο προτείνουμε ένα μηχανισμό ο οποίος θα υποστηρίζει πολλαπλές κλάσεις υπηρεσίας(multiservice) και δρομολόγηση με πολλαπλά μονοπάτια(multipath routing) σε δίκτυα MPLS. Αυτός ο μηχανισμός παρέχει αρχική δέσμευση πόρων για πολλαπλές κατηγορίες υπηρεσιών και στην συνέχεια δυναμική ανακατανομή των πόρων όταν αυτό είναι αναγκαίο. Επικεντρωνόμαστε σε ένα αριθμό κλάσεων υπηρεσιών με διαφορετικές ανάγκες σε ποιότητα υπηρεσίας όπως δίνονται στο [20]. Στην δική μας προσέγγιση, η αρχική κατανομή των πόρων μεταξύ των διαφορετικών κλάσεων υπηρεσίας γίνεται με βάση κάποια κριτήρια του διαχειριστή του δικτύου. Όπως αναφέραμε και πιο πάνω δημιουργούμε ένα ιδεατό δίκτυο για κάθε κλάση υπηρεσίας. Αυτά τα ιδεατά δίκτυα μοιράζονται τους πόρους του πραγματικού δικτύου όπως έχουμε περιγράψει προηγουμένως. Στην συνέχεια υπολογίζουμε ένα σύνολο από μονοπάτια για κάθε δυνατό ζευγάρι αποστολέα/παραλήπτη σε κάθε ιδεατό δίκτυο. Όταν η πιθανότητα μπλοκαρίσματος σε κάποιο ιδεατό σύνδεσμο αυξάνει σημαντικά, τότε οι πόροι του δικτύου ανακατανέμονται στα ιδεατά δίκτυα. Για να το κατορθώσουμε αυτό υιοθετούμε την θεωρία των συνεπαγόμενων κοστών την οποία περιγράψαμε πιο προηγουμένως.

Για τον σκοπό αυτό η αρχιτεκτονική μας υποστηρίζει μια υψηλού επιπέδου “policy enforcement” διεργασία την οποία την ονομάζουμε **Policer** και η οποία είναι υπεύθυνη για την αρχική κατανομή των πόρων μεταξύ των διαφόρων κλάσεων υπηρεσιών (άρα μεταξύ των ιδεατών δικτύων) και την ανακατανομή [βλ. Σχ.3].



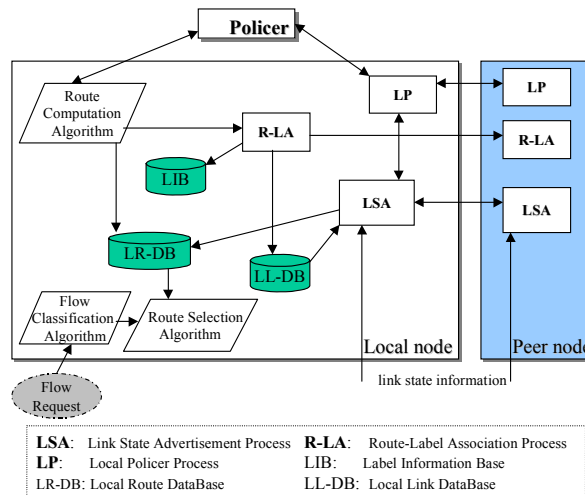
Σχήμα 3. Policy based resource allocation and Routing

Επιπλέον κάθε κόμβος υποστηρίζει μια **Local Policer** διεργασία η οποία υπολογίζει το συνεπαγόμενο κόστος και την πιθανότητα μπλοκαρίσματος κάθε συνδέσμου εξόδου αυτού του κόμβου και επίσης υπολογίζει το πλεονασματικό κέρδος κάθε μονοπατιού το οποίο έχει ως αφετηρία αυτόν τον κόμβο. Αυτοί οι υπολογισμοί

γίνονται ανεξάρτητα σε κάθε ιδεατό δίκτυο. Ο **Policer** και ο **Local Policor** επικοινωνούν για να συντονίσουν την ανακατανομή των πόρων ανάμεσα στα ιδεατά δίκτυα.

Επιπλέον κάθε κόμβος είναι ικανός να ενημερώνει (advertise) τους άλλους κόμβους για τις τιμές που υπολογίζει ο **Local Policor**. Αυτός είναι ο στόχος της διεργασίας **Link State Advertisement** [βλέπε Σχ.4]. Τελικά, όταν φτάσει μια αίτηση για κάποια ροή σε ένα κόμβο εισόδου η διεργασία **Route Selection** επιλέγει το μονοπάτι το οποίο δίνει το μεγαλύτερο πλεονασματικό κέρδος. Σε κάθε κόμβο εισόδου υπάρχει η διεργασία **Flow Classification** η οποία καθορίζει σε ποία κλάση υπηρεσίας ανήκει η κάθε αίτηση η οποία φτάνει.

Η επικοινωνία μεταξύ του χρήστη και της διεργασίας Flow Classification μπορεί να γίνει με μηνύματα RSVP. Πιο συγκεκριμένα ο χρήστη δηλώνει τις απαιτήσεις του στην παραπάνω διεργασία με RSVP Path μήνυμα. Αυτό το κάνει με το να τοποθετήσει μέσα στο TSpec πεδίο την κατάλληλη τιμή. Επίσης με το RSVP Path μήνυμα δηλώνει τον προορισμό του. Βεβαία μπορεί να ορίσει την υπηρεσία την οποία προτιμάει με το πεδίο ToS , το οποίο υπάρχει στα IP πακέτα.



Σχήμα 4. Network Node Functional Architecture

Στα επόμενα υποκεφάλαια θα συζητήσουμε θέματα τα οποία είναι σχετικά με τον σχεδιασμό και την υλοποίηση καθώς και τις αναγκαίες επεκτάσεις που χρειάζονται στο MPLS για να μπορεί να εφαρμοστεί η παραπάνω αρχιτεκτονική. Εμείς πιστεύουμε ότι η υλοποίηση των **Route Computation** και **Route Selection** και **Local Policor** (LP) καθώς και του **Link State Advertisement** (LSA) θα πρέπει να είναι κατανεμημένη. Στην εικόνα 2 παρουσιάζεται η λειτουργικότητα που θα υπάρχει σε κάθε κόμβο. Στους ακριανούς κόμβους πρέπει να υποστηρίζονται όλα τα functional components που δείχνονται στο σχήμα 4 ενώ οι ενδιάμεσοι (core) κόμβοι πρέπει να υποστηρίζουν μόνο τις LP, LSA, R-LA , LL-DB και βέβαια την LIB. Ο Policer θα πρέπει να υλοποιηθεί κεντρικοποιημένα.

6.1 Policer

Η κύρια υποχρέωση του Policer είναι η κατανομή των πόρων του δικτύου μεταξύ των διαφόρων κλάσεων υπηρεσιών (SC). Ο Policer γνωρίζοντας τους πόρους που διαθέτει

το δίκτυο και αφού λάβει υπόψη ένα σύνολο από κανόνες (τους οποίους καθορίζει ο διαχειριστής), κατανέμει τους πόρους μεταξύ των διαφόρων κλάσεων υπηρεσιών. Αυτή η κατανομή γίνεται ανά σύνδεσμο και ανά κλάση υπηρεσίας. Συνεπώς, ένας φυσικός σύνδεσμος διαχωρίζεται σε πολλούς ιδεατούς συνδέσμους. Ένας ιδεατός σύνδεσμος εξυπηρετεί μόνο μια κλάση υπηρεσίας. Οι ιδεατοί σύνδεσμοι που εξυπηρετούν την ίδια κλάση υπηρεσίας αποτελούν το ιδεατό δίκτυο το οποίο εξυπηρετεί την συγκεκριμένη κλάση υπηρεσίας. Με άλλα λόγια, ο Policier δημιουργεί ένα ιδεατό δίκτυο για κάθε κλάση υπηρεσίας. Στην συνέχεια ο Policier ενημερώνει (κάνει configure) τους κόμβους του δικτύου για τα ιδεατά δίκτυα που έχει φτιάξει. Αυτό αντιστοιχεί στην ενέργεια 1 στην σχήμα 3.

Ο Policier όταν λαμβάνει, από τους Local Policers οι οποίοι τρέχουν στους κόμβους του δικτύου, κάποια μηνύματα συναγερμού(alarms) τα οποία δείχνουν ότι υπάρχει πρόβλημα (π.χ. μεγάλη πιθανότητα μπλοκαρίσματος) σε κάποιο ιδεατό σύνδεσμο. Αυτά τα μηνύματα συναγερμού μπορεί παράγονται κάθε φορά που υπάρχει συμφόρηση σε κάποιος ιδεατός σύνδεσμος (π.χ. η πιθανότητα μπλοκαρίσματος ξεπερνάει κάποιο κατώφλι ή πιο σωστά όταν τα συνεπαγόμενα κόστη των διαφόρων ιδεατών συνδέσμων έχουν μεγάλη διαφορά μεταξύ τους). Αυτή η διαδικασία αντιστοιχεί στην ενέργεια 4 στην σχήμα 3. Ο Policier είναι υπεύθυνος για να αντιμετωπίσει το πρόβλημα της συμφόρησης στο συγκεκριμένο ιδεατό σύνδεσμο. Ένας τρόπος για να κάνει ανακατανομή πόρων ο Policier είναι να τρέχει μια διαδικασία αποφάσεων η οποία αποφασίζει την αύξηση/μείωση στην χωρητικότητα των ιδεατών συνδέσμων οι οποίοι βρίσκονται στον ίδιο φυσικό κόμβο με τον ιδεατό κόμβο ο οποίος είναι συμφορισμένος. Το αποτέλεσμα αυτή της διαδικασίας είναι ένα σύνολο $\Delta = \{d_i : d_i = \{d_{sl} : s \in SC, d_{sl} = C_{sl_new} - C_{sl_old}\}\}$, όπου C_{sl_new}, C_{sl_old} είναι η νέα και η παλιά χωρητικότητα του ιδεατού συνδέσμου ο οποίος εξυπηρετεί την κλάση υπηρεσίας s και ο οποίος βρίσκεται στον φυσικό σύνδεσμο l στον οποίο βρίσκεται το ιδεατός σύνδεσμος για τον οποίο στάλθηκε το μήνυμα συναγερμού. Σημειώστε ότι κάθε $d_i \in \Delta$ περιγράφει μια ανακατανομή των πόρων του συνδέσμου l . Το σύνολο Δ στην συνέχεια στέλνεται στο Local Policier ο οποίος είχε στείλει το alarm. Αυτό αντιστοιχεί στην ενέργεια 5 στην σχήμα 3. Ο Local Policier υπολογίζει όλα τα πιθανά συνεπαγόμενα κόστη, καθένα από τα οποία αντιστοιχεί και σε μια λύση που δίνει το Δ . Στην συνέχεια στέλνουν στον Policier τα αποτελέσματα (τα νέα συνεπαγόμενα κόστη). Αυτό αντιστοιχεί στην ενέργεια 6 στην σχήμα 3. Στην συνέχεια ο Policier για κάθε $d_i \in \Delta$ υπολογίζει το άθροισμα: $\sum_{s \in SC} (c_{sl_old} - c_{sl_new})$, όπου

c_{sl_old}, c_{sl_new} είναι το παλιό και το νέο συνεπαγόμενο κόστος, αντίστοιχα. Το d_i το οποίο δίνει την μεγαλύτερη τιμή στο άθροισμα καθορίζει και την νέα κατανομή των πόρων μεταξύ των ιδεατών δικτύων. Στην συνέχεια ο Policier ενημερώνει τους Local Policers για την νέα κατανομή των πόρων. Αυτή η διαδικασία αντιστοιχεί στην ενέργεια 7 στην σχήμα 3. Αν τα παραπάνω αθροίσματα είναι αρνητικά αυτό σημαίνει ότι οδηγούμαστε σε χειρότερη κατάσταση από την προηγούμενη και άρα ο Policier δεν θα κάνει ανακατανομή των πόρων.

Ένας τρόπος για να μπορέσει ο Policier να υπολογίσει το Δ είναι ο εξής: ο Local Policier μαζί με το μήνυμα συναγερμού στέλνει και τον ρυθμό v_k για κάθε ιδεατό σύνδεσμο k ο οποίος ανήκει στο ίδιο φυσικό με τον ιδεατό σύνδεσμο ο οποίος έχει την συμφόρηση. Στην συνέχεια ο Policier χρησιμοποιεί τις εξισώσεις (1) και (1a) για να υπολογίσει πόσο πρέπει να μεταβληθεί η χωρητικότητα του κάθε ιδεατού συνδέσμου έτσι ώστε να μειώσει την πιθανότητα μπλοκαρίσματος στον ιδεατό σύνδεσμο ο οποίος έχει την συμφόρηση χωρίς να αυξήσει δραματικά την πιθανότητα

στους άλλους. Ο Policer μπορεί να αποφασίζει μια μόνο ανακατανομή πόρων με διάφορα κριτήρια και στην συνέχεια να στέλνει το αποτέλεσμα στους Local Policers οι οποίοι κάνουν την ανακατανομή αμέσως.

Ένας άλλος τρόπος για να κάνει ανακατανομή πόρων ο Policer (τον οποίο τελικά επιλέγουμε και εμείς) είναι ο εξής: Ο κάθε Local Policer παρακολουθεί την διαφορά που υπάρχει μεταξύ των συνεπαγόμενων κοστών του κάθε ιδεατού του συνδέσμου. Αν σε κάποια στιγμή δει ότι υπάρχει μεγάλη διαφορά μεταξύ των συνεπαγόμενων κοστών ιδεατών συνδέσμων που ανήκουν στον ίδιο φυσικό σύνδεσμο στέλνει ένα μήνυμα συναγερμού στον Policer. Για να εξηγήσουμε τι σημαίνει να υπάρχει μεγάλη διαφορά στα συνεπαγόμενα κόστη των ιδεατών συνδέσμων που αντιστοιχούν στον ίδιο φυσικό πρέπει να επικαλεστούμε την εξίσωση (5). Η εξίσωση (5) μας λει πόσο θα κερδίσουμε ή πόσο θα χάσουμε αν αυξήσουμε (αντίστοιχα μειώσουμε) κατά 1 κύκλωμα την χωρητικότητα κάποιου συνδέσμου. Δηλαδή αν ένας σύνδεσμος έχει μεγάλο συνεπαγόμενο κέρδος θα κερδίσουμε πολλά αν αυξήσουμε την χωρητικότητα κατά μερικά κυκλώματα, ενώ αν ένας σύνδεσμος έχει μικρό συνεπαγόμενο κέρδος θα χάσουμε λίγα αν μειώσουμε την χωρητικότητα κατά μερικά κυκλώματα. Ο Policer μόλις πάρει ένα τέτοιο μήνυμα συναγερμού θα δώσει ορισμένα κυκλώματα στον σύνδεσμο που έχει μεγάλο συνεπαγόμενο κόστος και θα μειώσει κατά μερικά κυκλώματα την χωρητικότητα του συνδέσμου που έχει μικρό συνεπαγόμενο κέρδος.

6.2 Υπολογισμός των μονοπατιών

Όπως έχουμε αναφέρει πριν η Route Computation υπολογίζει ένα σύνολο από μονοπάτια για κάθε πλειάδα $\langle \text{αποστολέα, παραλήπτης, } s \rangle$, $s \in SC$. Οι αλγόριθμοι που μπορούν να χρησιμοποιηθούν για τον υπολογισμό των μονοπατιών μπορεί να είναι αυτοί που περιγράφονται στα [3],[6],[13]. Πρέπει πάντως να αναφέρουμε ότι ο αλγόριθμος που θα χρησιμοποιηθεί από την Route Computation θα πρέπει να υποστηρίζει πολλαπλές κλάσεις υπηρεσιών και να υπολογίζει πολλά μονοπάτια για κάθε κλάση υπηρεσίας (ενέργεια 2 στο σχήμα 2). Το αποτέλεσμα αποθηκεύεται σε ένα πίνακα κάθε στοιχείο του οποίου έχει την μορφή:

$$[\langle \text{source} \rangle, \langle i, j, \dots, m, n \rangle, s, B_r, s_r]$$

Αυτόν τον πίνακα τον ονομάζουμε Local Route DataBase (LR-DB). Έχουμε ότι το $s \in SC$ δείχνει την κλάση υπηρεσία την οποία θα εξυπηρετεί το μονοπάτι, B_r δείχνει την πιθανότητα μπλοκαρίσματος του μονοπατιού $r = (i, j, \dots, m, n) \subset L$ και ισούται με $[1 - ((1-B_i) \cdot \dots \cdot (1-B_n))]$. Το πλεονασματικό κέρδος s_r του μονοπατιού r είναι ίσο με $[w_r - \sum_{k \in r} c_k]$, c_k είναι το συνεπαγόμενο κόστος του συνδέσμου k . Σημειώστε ότι τα B_r και s_r αλλάζουν δυναμικά καθώς μεταβάλλεται ο φόρτος του δικτύου (θα πούμε πως αλλάζουν πιο κάτω).

6.2.1 Κατασκευή της Label Information Base

Κάθε κόμβος n δημιουργεί μια LR-DB η οποία περιέχει κάθε μονοπάτι r τέτοιο ώστε $r \in R(n, s)$ για κάποιο $s \in SC$. Δηλαδή η LR-DB περιέχει όλα τα μονοπάτια τα οποία έχουν ως αφετηρία αυτόν τον κόμβο. Είναι φανερό ότι ο κάθε κόμβος θα πρέπει να ενημερώνει για τα μονοπάτια που έχει υπολογίσει όλους τους κόμβους από τους οποίους παίρνουν τα μονοπάτια αυτά. Για να το κατορθώσει αυτό για κάθε μονοπάτι $r = (i, j, \dots, m, n) \subset L$ που έχει υπολογίσει, δημιουργεί μια *Transit List* η

οποία ισούται με $(\langle node_1, node_2, \dots, node_p \rangle, s)$ (δηλαδή περιέχει τους κόμβους από τους οποίους περνάει το μονοπάτι και την κλάση υπηρεσία στην οποία ανήκει) και στην συνέχεια δεσμεύει μια ετικέτα και στέλνει την ετικέτα μαζί με την *Transit List* στον επόμενο κόμβο του μονοπατιού. Κάθε κόμβο που λαμβάνει ένα τέτοιο μήνυμα δεσμεύει μια νέα ετικέτα και τοποθετεί την οντότητα $\langle \text{διασύνδεση εισόδου}, \text{ετικέτα εισόδου}, \text{διασύνδεση εξόδου}, \text{ετικέτα εξόδου} \rangle$ στην Label Information Base, όπου η διασύνδεση εισόδου είναι ο σύνδεσμος από τον οποίο παρέλαβε το μήνυμα, η διασύνδεση εξόδου είναι ο σύνδεσμος που οδηγεί στον επόμενο κόμβο, η ετικέτα εισόδου είναι η ετικέτα που περιέχει το μήνυμα και η ετικέτα εξόδου είναι η ετικέτα που δέσμευσε αυτός ο κόμβος. Στην συνέχεια θα αντικαταστήσει την παλιά ετικέτα με αυτήν που έχει δεσμεύσει αυτός και προωθεί το μήνυμα στον επόμενο κόμβο του μονοπατιού. Για αυτήν την δουλειά είναι υπεύθυνη η διαδικασία Route-Label Association (R-LA).

Η ετικέτα, η κλάση υπηρεσίας και η Transit List μεταφέρονται με ένα LDP μήνυμα. Η ετικέτα ενθυλακώνεται μέσα σε μια TLV ετικέτα και η κλάση υπηρεσίας μαζί με την Transit List ενθυλακώνονται μέσα σε ένα CR-TLV του Label Request μηνύματος [10], [20]. Τα LDP μηνύματα που χρησιμοποιούνται για την ανταλλαγή πληροφοριών οι οποίες χρησιμοποιούνται για την κατασκευή των Label Information Base είναι τα Label Request και Label Mapping.

6.3 Τοπικός Policier

Κάθε κόμβο $n \in N$ του δικτύου υποστηρίζει ένα Local Policier. Ο Local Policier είναι υπεύθυνος για τρεις λειτουργίες. **Πρώτον** για τον υπολογισμό του συνεπαγόμενου κόστους και της πιθανότητας μπλοκαρίσματος σε κάθε ιδεατό σύνδεσμο αυτού του κόμβου και επίσης υπολογίζει το πλεονασματικό κέρδος κάθε μονοπατιού $r \in R(n, s)$ για κάποιο $s \in SC$ [χρησιμοποιώντας την εξίσωση (6) ή (8) από το κεφάλαιο 4.2]. **Δεύτερον** είναι υπεύθυνος για να διαφημίζει (advertise) αυτές τις τιμές στους άλλους Local Policers. Αυτές οι τιμές χρειάζονται τόσο για τον υπολογισμό όσο και για την ενημέρωση LR-DBs στους κόμβους εισόδου (ενέργεια 3 στην εικόνα 1). Αυτήν την λειτουργία θα την περιγράψουμε σε λεπτομέρεια πιο κάτω. **Τρίτον** είναι υπεύθυνος να επικοινωνεί με τον Policier στην περίπτωση που χρειάζεται να γίνει ανακατανομή των πόρων, όπως περιγράφεται στο [κεφάλαιο 6.1].

6.3.1 Διαφήμιση της κατάστασης του συνδέσμου

Οι κόμβοι χρειάζεται να ξέρουν την τοπολογία και πληροφορίες σχετικά την κατάσταση του κάθε συνδέσμου για να κάνει την αρχική κατανομή των πόρων (και την ανακατανομή όταν χρειάζεται) μεταξύ των διαφόρων κλάσεων υπηρεσιών. Η πολιτική για Link State Advertisement που υιοθετείτε καθορίζει πότε πρέπει ο κόμβος να ενημερώσει (link state advertisement) τους άλλους κόμβους ότι η κατάσταση ενός ιδεατού συνδέσμου άλλαξε. Επειδή αυτή η ενημέρωση δημιουργεί κυκλοφορία στο δίκτυο, είναι επιθυμητό να γίνεται μόνο όταν τα μέτρα (συνεπαγόμενο κόστος και πιθανότητα μπλοκαρίσματος) του συνδέσμου “διαφέρουν σημαντικά” από τα μέτρα που είχαν “διαφημιστεί” για τελευταία φορά. Όπως έχουμε ήδη αναφέρει μας ενδιαφέρουν δύο μέτρα του συνδέσμου το συνεπαγόμενο κόστος και η πιθανότητα μπλοκαρίσματος, τα οποία και θα “διαφημίζουμε”.

6.3.2 Μηνύματα για την διαφήμιση της κατάστασης των συνδέσμων

Στόχος μας είναι να ελαχιστοποιήσουμε τον αριθμό των μηνυμάτων τα οποία αφορούν διαφήμιση της κατάστασης κάποιου συνδέσμου. Αυτό το επιτυχαίνουμε με το να στέλνουμε τα μηνύματα αυτά μόνο στους κόμβους οι οποίοι ενδιαφέρονται. Για παράδειγμα ένας κόμβος n στέλνει τα μηνύματα αυτά (Link State update message), τα οποία αφορούν τον σύνδεσμο εξόδου j μόνο στους κόμβους οι οποίοι είναι πηγές σε κάποιο μονοπάτι το οποίο χρησιμοποιεί αυτόν τον σύνδεσμο. Για να μπορέσουμε να το κάνουμε αυτό, ο κόμβος n θα πρέπει να διατηρεί μια Local Link DataBase (LL-DB) κάθε οντότητα της οποίας θα έχει την μορφή $\langle j, list_of_nodes, list_of_routes \rangle$. Η $list_of_nodes$ περιέχει όλους τους κόμβους οι οποίοι είναι πηγές σε κάποιο μονοπάτι το οποίο χρησιμοποιεί τον σύνδεσμο j . Η $list_of_routes$ έχει την μορφή $\langle \text{ετικέτα}, s_r, B_{jr} \rangle$, όπου ετικέτα είναι η ετικέτα που αντιστοιχεί στο μονοπάτι r , s_r είναι το πλεονασματικό κέρδος του μονοπατιού αυτού και B_{jr} είναι η πιθανότητα μπλοκαρίσματος του μονοπατιού στον σύνδεσμο j . Ο κάθε κόμβος έχει μια τέτοια οντότητα στην LL-DB για κάθε δικό του σύνδεσμο εξόδου. Η R-LA είναι υπεύθυνη για όλη την παραπάνω λειτουργία. Σημειώστε ότι η LL-DB δημιουργείται ταυτόχρονα με την LIB.

Όταν ένας κόμβος αποφασίσει να ενημερώσει τους άλλους κόμβους για την κατάσταση κάποιου συνδέσμου j , στέλνει σε όλους τους κόμβους που περιέχει η $list_of_nodes$ του συγκεκριμένου συνδέσμου το κατάλληλο μήνυμα. Το μήνυμα αυτό περιέχει για κάθε τύπο υπηρεσίας που εξυπηρετεί ο συγκεκριμένος ιδεατός σύνδεσμος την διαφορά της παρούσα τιμή με την προηγούμενη τιμή (αυτή που είχε διαφημιστεί για τελευταία φορά) του συνεπαγόμενου κόστους επί τον αριθμό των κυκλωμάτων που χρειάζεται για να εξυπηρετηθεί ο συγκεκριμένος τύπος υπηρεσίας στον σύνδεσμο αυτόν και επίσης περιέχει το πηλίκο της παρούσα πιθανότητας να μην μπλοκαριστεί μια αίτηση (στον συγκεκριμένο ιδεατό σύνδεσμο) με την προηγούμενη πιθανότητα να μην μπλοκαριστεί μια αίτηση (στον συγκεκριμένο ιδεατό σύνδεσμο) για κάθε ιδεατό σύνδεσμο που ανήκει στον σύνδεσμο j . Όταν ένας κόμβος παραλάβει αυτό το μήνυμα ψάχνει στην LR-DB να βρει τα μονοπάτια τα οποία χρησιμοποιούν τον σύνδεσμο j . Για κάθε τέτοιο μονοπάτι ενημερώνει τις τιμές του B (πιθανότητα μπλοκαρίσματος) και s (πλεονασματικό κέρδος).

Πιο συγκεκριμένα:

$$B_{r_new} = B_{r_old} * B_D, \quad (10)$$

$$s_{r_new} = s_{r_old} + c_{jkq}, \quad (11)$$

όπου

$$B_D = \frac{(1 - B_{jk_new})}{(1 - B_{jk_old})}, \quad (12)$$

$$c_{jsq} = A_{jq} (c_{jk_new} - c_{jk_old}), \quad (13)$$

B_{jk_old} και B_{jk_new} είναι η προηγούμενη και η παρούσα τιμή της πιθανότητας μπλοκαρίσματος στον ιδεατό σύνδεσμο που εξυπηρετεί την κλάση υπηρεσίας k στον σύνδεσμο j . A_{jq} είναι ο αριθμός των κυκλωμάτων που χρειάζονται για να εξυπηρετηθεί μια κλήση του τύπου υπηρεσίας τον οποίο εξυπηρετεί το μονοπάτι r στον σύνδεσμο j (σημειώστε ότι $A_{jq} = A_{jr}$). Τα c_{jk_old} και c_{jk_new} είναι η προηγούμενη και η παρούσα τιμή του συνεπαγόμενου κόστους στον ιδεατό σύνδεσμο που

εξυπηρετεί την κλάση υπηρεσίας k στον σύνδεσμο j . Σημειώστε ότι το μονοπάτι r ανήκει στην κλάση υπηρεσία k . Όπως έχουμε ήδη αναφέρει ο κάθε κόμβος n πρέπει να διαφημίζει την τιμή του s_r για κάθε μονοπάτι r τέτοιο ώστε $r \in R(n, k)$ για κάποιο $k \in SC$. Ένα LDP μήνυμα το οποίο θα μπορούσε να χρησιμοποιηθεί για την διαφήμιση των συνεπαγόμενων κοστών, της πιθανότητα μπλοκαρίσματος και του πλεονασματικού κέρδους είναι το KeepAlive [10]. Στο σχήμα 5 φαίνεται το KeepAlive μήνυμα μαζί με τις optional παραμέτρους που εμείς προσθέσαμε για να είναι δυνατή η μεταφορά των πληροφοριών για τα συνεπαγόμενα κόστη και τις πιθανότητες μπλοκαρίσματος. Πιο συγκεκριμένα έχουμε προσθέσει τέσσερις optional παραμέτρους την Number of Class, την List of implied costs, την List of blocking probability και την Link. Η Number of Class μας υποδηλώνει τον αριθμό των ιδεατών συνδέσμων για τους οποίους γίνεται η διαφήμιση. Η Link προσδιορίζει το φυσικό σύνδεσμο στον οποίο ανήκουν οι ιδεατοί σύνδεσμοι για τους οποίους γίνεται η διαφήμιση. Η List of implied costs είναι μια λίστα η οποία περιέχει για κάθε τύπο υπηρεσίας το γινόμενο της την διαφορά της παρούσα τιμής του συνεπαγόμενου κόστους με την προηγούμενη τιμή του συνεπαγόμενου κόστους επί τον αριθμό των κυκλωμάτων που χρειαζόμαστε για να εξυπηρετηθεί ο συγκεκριμένος τύπος υπηρεσίας, για όλους τους ιδεατούς συνδέσμους. Πιο συγκεκριμένα κάθε στοιχείο της έχει την μορφή $\langle CoS, q, c_D \rangle$, όπου CoS , είναι η κλάση κατηγορίας, c_D είναι η διαφορά της παρούσα από την προηγούμενη τιμή του συνεπαγόμενου κόστους και q είναι ο τύπος υπηρεσίας. Η List of blocking probability είναι μια λίστα η οποία περιέχει το πηλίκο της παρούσα πιθανότητας να μην μπλοκαριστεί μια αίτηση (στον συγκεκριμένο ιδεατό σύνδεσμο) με την προηγούμενη πιθανότητα να μην μπλοκαριστεί μια αίτηση (στον συγκεκριμένο ιδεατό σύνδεσμο) για όλους τους ιδεατούς συνδέσμους. Πιο συγκεκριμένα κάθε στοιχείο της έχει την μορφή $\langle CoS, B_D \rangle$, όπου CoS , είναι η κλάση κατηγορίας και B_D είναι το πηλίκο της νέας πιθανότητας να μην μπλοκαριστεί μια αίτηση σε αυτόν τον ιδεατό σύνδεσμο με την παλιά πιθανότητα να μην μπλοκαριστεί μια αίτηση.

6.3.3 Πότε γίνεται διαφήμιση

Σε αυτό το κεφάλαιο θα περιγράψουμε τρεις στρατηγικές οι οποίες θα μπορούσαν να χρησιμοποιηθούν για να αποφασίσουμε πότε θα κάνουμε διαφήμιση της κατάστασης ενός συνδέσμου (Link State Advertisement-LSA). Επειδή η διαφήμιση της κατάστασης ενός συνδέσμου δημιουργεί επιπλέον κυκλοφορία (control traffic) η οποία αυξάνει το φόρτο του δικτύου δεν θα πρέπει να γίνεται πολύ συχνά. Από την άλλη όμως θα πρέπει να γίνεται τόσο συχνά έτσι ώστε οι κόμβοι πηγές και οι ενδιάμεσοι κόμβοι να έχουν την σωστή εικόνα του δικτύου. Για αυτούς τους δύο λόγους θα πρέπει να γίνεται διαφήμιση της κατάστασης ενός συνδέσμου μόνο αν η κατάσταση κάποιου συνδέσμου έχει αλλάξει σημαντικά. Παρακάτω παρουσιάζουμε τρεις στρατηγικές.

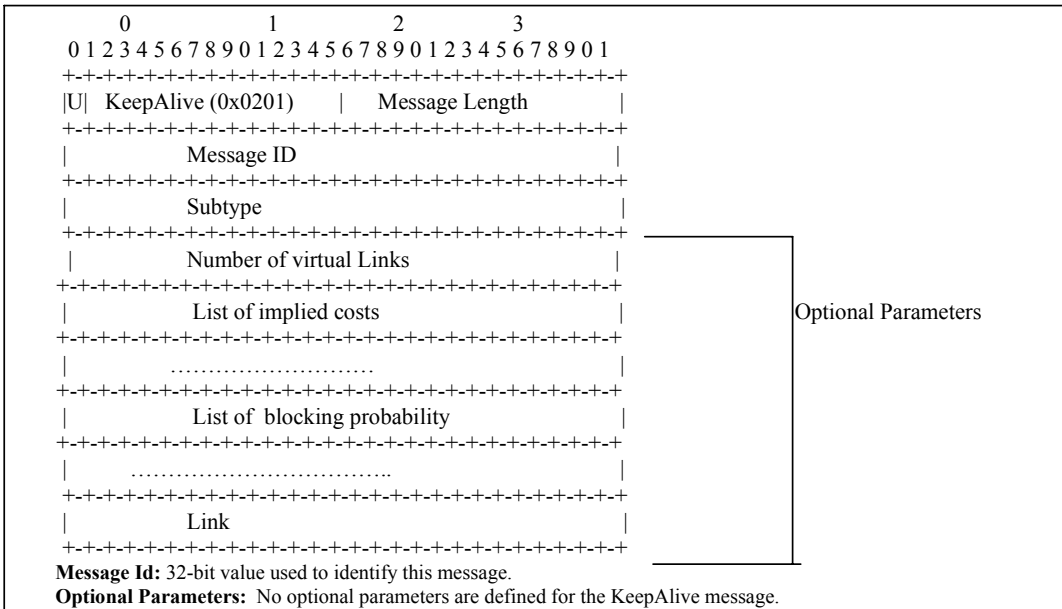
Threshold based updates: Αυτή η πολιτική βασίζεται σε ένα κατώφλι thr . Κάθε φορά που κάποιο μέτρο του συνδέσμου διαφέρει τουλάχιστον κατά $thr\%$ από την τιμή που είχε διαφημιστεί την τελευταία φορά, έχουμε μια νέα διαφήμιση.

Equal class based updates: Αυτή η πολιτική βασίζεται σε μια σταθερά B η οποία χρησιμοποιείται για να διαμερίσει το πεδίο τιμών, κάποιου μέτρου του συνδέσμου, σε ίσα διαστήματα : $(0, B), (B, 2B), \dots e.t.c$. Μια διαφήμιση προκαλείται όταν η τιμή

του συγκεκριμένου μέτρου αλλάζει τόσο ώστε να φτάσει στην μέση ενός άλλου διαστήματος από αυτό στο οποίο βρίσκονταν στην προηγούμενη διαφήμιση.

Exponential class based updates: Αυτή η πολιτική βασίζεται σε δύο σταθερές B και $f (f > 1)$ οι οποίες ορίζουν τα διαστήματα: $(0, B), (B, (f + 1) * B), ((f + 1) * B, (f^2 + f + 1) * B), \dots \text{etc}$ Μια διαφήμιση προκαλείται με τον ίδιο τρόπο όπως στην προηγούμενη πολιτική.

Εμείς όπως έχουμε αναφέρει θέλουμε να διαφημίσουμε την πιθανότητα μπλοκαρίσματος και το συνεπαγόμενο κόστος. Όπως φαίνεται από τις εξισώσεις (10) και (12) η πιθανότητα μπλοκαρίσματος ενός μονοπατιού είναι πολλαπλασιαστικό μέτρο. Για αυτό καλύτερη στρατηγική για να διαφημίσουμε την πιθανότητα μπλοκαρίσματος είναι η **threshold based updates**. Όπως φαίνεται από τις εξισώσεις (11) και (13) το πλεονασματικό κέρδος ενός μονοπατιού εξαρτάται από το άθροισμα των συνεπαγόμενων κοστών. Δηλαδή το άθροισμα το συνεπαγόμενο κόστος ενός μονοπατιού είναι αθροιστικό μέτρο. Άρα για να διαφημίσουμε το συνεπαγόμενο κόστος ενός συνδέσμου χρησιμοποιούμε μια από τις είναι μια από τις **Equal class based updates** ή **threshold based updates**.



Σχήμα 5: Το μήνυμα KeepAlive

Comment [G.P.1]:

6.4 Επιλογή Μονοπατιού

Η Route Selection επιλέγει ένα μονοπάτι r , ανάμεσα στα μονοπάτια που έχουν προϋπολογιστεί, χρησιμοποιώντας τα B_r και S_r του μονοπατιού r . Πιο συγκεκριμένα ο αλγόριθμος του Route Selection προσπαθεί να επιλέξει ένα μονοπάτι το οποίο θα

είναι ικανό να ικανοποιήσει τις ανάγκες του χρήστη, ενώ παράλληλα προσπαθεί να μεγιστοποιήσει το κέρδος του δικτύου.

Ο Route Selection αλγόριθμος επιλέγει ένα μονοπάτι από αυτά που βρίσκονται αποθηκευμένα στην LR-DB. Όταν μια αίτηση φτάνει σε ένα κόμβο εισόδου, η routing selection διεργασία υπολογίζει το γινόμενο $(1 - B_r) * S_r$ για κάθε μονοπάτι r το οποίο μπορεί να εξυπηρετήσει την αίτηση. Ο Route Selection αλγόριθμος επιλέγει το μονοπάτι με την μεγαλύτερη τιμή $(1 - B_r) * S_r$.

Σημειώστε ότι το πιο πάνω γινόμενο, είναι η εξίσωση (4α) και όπως έχουμε ήδη αναφέρει στο κεφάλαιο 4.2 μας δίνει την μεταβολή στο κέρδος του δικτύου όταν μια κλήση δρομολογηθεί από το μονοπάτι r . Επειδή εδώ έχουμε δρομολόγηση με πολλαπλά μονοπάτια (multipath routing) χρησιμοποιούμε την εξίσωση (4α) για να επιλέξουμε το μονοπάτι το οποίο θα δώσει την μέγιστη αύξηση στο κέρδος του δικτύου.

7. Υλοποίηση για MPLS πάνω από ATM

Σε αυτό το κεφάλαιο προτείνουμε ένα τρόπο για την υλοποίηση της πιο πάνω αρχιτεκτονικής σε δίκτυα όπου έχουμε MPLS πάνω από ATM. Θα επικεντρωθούμε στην περίπτωση της topology driven.

Οι ιδεατοί σύνδεσμοι θα υλοποιηθούν με ιδεατά μονοπάτια (virtual path) τα οποία θα έχουν μήκος 1. Πιο συγκεκριμένα κάθε κόμβος σε κάθε φυσικό σύνδεσμο εξόδου που έχει θα δεσμεύει ένα VPI για κάθε κλάση υπηρεσία την οποία υποστηρίζει το δίκτυο. Στο κάθε VPI θα αντιστοιχείται η ποσότητα των πόρων την οποία αποφάσισε ο Policier να δώσει στην κλάση υπηρεσία την οποία εξυπηρετεί το συγκεκριμένο VP. Ο κάθε κόμβος αποθηκεύει σε μια τοπική βάση την Virtual-Link DataBase (VL-DB) την πληροφορία αυτή. Πιο συγκεκριμένα μια οντότητα της VL-DB έχει την μορφή *<output, διασύνδεση εξόδου, VPI εισόδου, s, Available_Resource>*, όπου *διασύνδεση εξόδου* είναι ο σύνδεσμος εξόδου, *VPI εισόδου* είναι το VPI που έχει ο κόμβος αυτός δέσμευσε πάνω στον προηγούμενο σύνδεσμο για την κλάση υπηρεσία $s \in SC$. Το *Available_Resource* είναι το διαθέσιμο εύρος ζώνης του VPI. Το πεδίο *output* δείχνει ότι αναφερόμαστε σε σύνδεσμο εξόδου. Στην συνέχεια ο κάθε κόμβος στέλνει στον επόμενο(downstream) γείτονα του, τα VPIs τα οποία έχει δεσμεύσει για κάθε κλάση υπηρεσία πάνω στο σύνδεσμο ο οποίος του συνδέει. Ο κάθε επόμενος (downstream) γείτονας όταν λάβει αυτό το μήνυμα από τον προηγούμενο(upstream) γείτονα κρατάει σε μια τοπική του βάση την αυτή την Virtual-Link DataBase (VL-DB) αυτήν την πληροφορία. Πιο συγκεκριμένα μια οντότητα της VL-DB έχει την μορφή *<input, διασύνδεση εισόδου, VPI εισόδου, s>*, όπου *διασύνδεση εισόδου* είναι ο σύνδεσμος ο οποίος ενώνει τους δύο κόμβους και *VPI εισόδου* είναι το VPI που ο προηγούμενος(upstream) κόμβος δέσμευσε πάνω στον προηγούμενο σύνδεσμο για την κλάση υπηρεσία $s \in SC$. Το πεδίο *input* δείχνει ότι αναφερόμαστε σε κάποιο σύνδεσμο εισόδου. Αυτή η διαδικασία γίνεται στην αρχή πριν το φτιάξιμο των μονοπατιών. Για την διαδικασία αυτή είναι υπεύθυνη η R-LA.

Στην συνέχεια όταν φτιάχνονται τα μονοπάτια η R-LA κάθε κόμβου πηγή στέλνει ένα μήνυμα για κάθε μονοπάτι το οποίο έχει ως πηγή τον συγκεκριμένο κόμβο. Πριν στείλει αυτό το μήνυμα δεσμεύει ένα VCI για το συγκεκριμένο μονοπάτι, το οποίο και ενθυλακώνει μέσα στο μήνυμα. Επίσης μέσα στο μήνυμα περιέχεται η transit-list και η κλάση υπηρεσίας στην οποία ανήκει. Ο κάθε κόμβος που λαμβάνει ένα τέτοιο μήνυμα δεσμεύει ένα VCI για το συγκεκριμένο μονοπάτι και στην συνέχεια αποθηκεύει μέσα στην LIB (μπορεί να είναι η TIB κ.τ.λ) μια οντότητα *<διασύνδεση εισόδου, VPI εισόδου, VCI εισόδου, διασύνδεση εξόδου, VPI εξόδου, VCI εξόδου>*, όπου το *VPI εισόδου* είναι το VPI το οποίο έχει δεσμευτεί πάνω στην διασύνδεση εισόδου για την κλάση υπηρεσία στην οποία ανήκει το συγκεκριμένο μονοπάτι, το *VPI εξόδου* είναι VPI το οποίο έχει δεσμευτεί πάνω στην διασύνδεση εξόδου για την συγκεκριμένη κλάση υπηρεσία. Στην συνέχεια προωθεί το μήνυμα στον επόμενο κόμβο αφού αντικαταστήσει το VCI με αυτό που έχει δεσμεύσει αυτός.

Να σημειωθεί ότι η εξυπηρέτηση των ροών που ανήκουν σε διάφορα μονοπάτια γίνεται με βάση το VPI και όχι το VCI. Αυτό σημαίνει ότι σε κάθε φυσικό σύνδεσμο έχουμε ενοποίηση των ροών που ανήκουν στην ίδια κλάση υπηρεσία. Δηλαδή κάνουμε πολυπλεξία, χρησιμοποιώντας ισοδύναμο εύρος ζώνης.

7.1 Δέσμευση Πόρων

Όταν η διεργασία Route Selection έχει επιλέξει το μονοπάτι από το οποίο θα κάνει δρομολόγηση την νέα ροή θα πρέπει να δεσμευτούν πόροι πάνω σε αυτό το μονοπάτι. Για να το πετύχουμε αυτό χρησιμοποιούμε το ισοδύναμο εύρος ζώνης(effective bandwidth). Πιο συγκεκριμένα όταν αποφασίζουμε το μονοπάτι που θα χρησιμοποιήσουμε, υπολογίζουμε το ισοδύναμο εύρος ζώνης(πάνω στον σύνδεσμο εξόδου από τον οποίο περνά το μονοπάτι) του τύπου υπηρεσίας στον οποίο ανήκει η

ροή της πηγής και στην συνέχεια στέλνουμε ένα μήνυμα κατά μήκος του μονοπατιού. Πιο συγκεκριμένα ο κόμβος πηγή υπολογίζει το ισοδύναμο εύρος ζώνης, δεσμεύει πόρους πάνω στον σύνδεσμο εξόδου και στην συνέχεια το ενθυλακώνει μέσα σε ένα μήνυμα μαζί με το $\langle VPI, VCI \rangle$ του μονοπατιού και τον τύπο της ροής και το στέλνει στον επόμενο κόμβο. Όταν ένας κόμβος λάβει ένα τέτοιο μήνυμα κοιτάζει μέσα στην LIB να βρει την οντότητα \langle διασύνδεση εισόδου, VPI εισόδου, VCI εισόδου, διασύνδεση εξόδου, VPI εξόδου, VCI εξόδου \rangle , όπου το VPI εισόδου και το VCI εισόδου είναι το ζεύγος $\langle VPI, VCI \rangle$ που περιέχεται στο μήνυμα, η διασύνδεση εισόδου είναι ο σύνδεσμος από τον οποίο έλαβε το μήνυμα. Στην συνέχεια υπολογίζει το ισοδύναμο εύρος ζώνης (πάνω στον σύνδεσμο εξόδου από τον οποίο περνά το μονοπάτι) και ελέγχει αν πάνω στο VPI εξόδου πάνω στην διασύνδεση εξόδου (σύνδεσμο εξόδου) έχει διαθέσιμους πόρους τόσους όσο και το ισοδύναμο εύρος ζώνης. Αν δεν έχει τότε απορρίπτει την αίτηση, στέλνει μήνυμα στον προηγούμενο κόμβο ότι αρνητική απάντηση. Αν έχει τότε αφαιρεί από τους διαθέσιμους πόρους του Virtual Path τόσο όσο το ισοδύναμο εύρος ζώνης αντικαταστήσει το ζεύγος $\langle VPI, VCI \rangle$ με το $\langle VPI$ εξόδου, VCI εξόδου \rangle και προωθεί το μήνυμα στον επόμενο κόμβο διαμέσου της διασύνδεση εξόδου. Όταν το μήνυμα φτάσει στον προορισμό τότε αυτός στέλνει στον προηγούμενο κόμβο θετική απάντηση.

Ο κάθε κόμβος όταν λαμβάνει μια απάντηση εξετάζει αν είναι θετική ή αρνητική. Αν είναι θετική τότε ψάχνει να βρει την οντότητα \langle διασύνδεση εισόδου, VPI εισόδου, VCI εισόδου, διασύνδεση εξόδου, VPI εξόδου, VCI εξόδου \rangle , όπου το VPI εξόδου και το VCI εξόδου είναι το ζεύγος $\langle VPI, VCI \rangle$ που περιέχεται στο μήνυμα, η διασύνδεση εξόδου είναι ο σύνδεσμος από τον οποίο έλαβε το μήνυμα. Στην συνέχεια αφού αντικαταστήσει το ζεύγος $\langle VPI, VCI \rangle$ με το $\langle VPI$ εισόδου, VCI εισόδου \rangle και προωθεί το μήνυμα στον προηγούμενο κόμβο διαμέσου της διασύνδεση εισόδου. Αν είναι αρνητική τότε αυξάνει τους διαθέσιμους πόρους του VP που αντιστοιχεί στο VPI εξόδου τόσο όσο το ισοδύναμο εύρος ζώνης και στην συνέχεια αφού αντικαταστήσει το ζεύγος $\langle VPI, VCI \rangle$ με το $\langle VPI$ εισόδου, VCI εισόδου \rangle και προωθεί το μήνυμα στον προηγούμενο κόμβο διαμέσου της διασύνδεση εισόδου.

Όταν το μήνυμα φτάσει στον κόμβο πηγή τότε αναλόγως είτε θα αρχίσει η ροή (αν είναι θετική η απάντηση), είτε θα ειδοποίηση τον χρήστη ότι απορρίπτει την αίτηση. Εδώ θα πρέπει να πούμε ότι αν δεν θέλουμε να μπλοκάρουμε καμία αίτηση, θα πρέπει ο κάθε κόμβος όταν δεν έχει αρκετούς πόρους για να δεσμεύσει να μην απορρίπτει την αίτηση αλλά να την προωθεί στον επόμενο δεσμεύοντας όσους πόρους μπορεί.

Τέλος θα πρέπει να αναφέρουμε ότι επειδή οι χωρητικότητες των ιδεατών συνδέσμων αλλάζουν δυναμικά θα πρέπει να μπορούμε να υπολογίζουμε το ισοδύναμο εύρος ζώνης δυναμικά. Ένας τρόπος για να γίνει αυτό περιγράφεται στο [23]. Εκεί περιγράφεται μια πλατφόρμα για συλλογή και ανάλυση μετρήσεων που αφορούν πραγματική κυκλοφορία του δικτύου. Σε αυτήν την πλατφόρμα η συλλογή γίνεται από ένα PC (σε συνδυασμό με ένα monitor της MCI) το οποίο είναι ικανό να συλλέγει τα στατιστικά στοιχεία που αφορούν την κυκλοφορία χωρίς να επηρεάζει την απόδοση του δικτύου. Στην συνέχεια αναλύει τα στατιστικά αυτά χρησιμοποιώντας την πρόσφατη θεωρία για στατιστική πολυπλεξία [25], [26].

7.2 Μονοπάτια Ελέγχου

Σε αυτό το υποκεφάλαιο θα περιγράψουμε τα μονοπάτια ελέγχου (control paths), δηλαδή τα μονοπάτια από τα οποία διακινείται η πληροφορία ελέγχου (τα μηνύματα

για την διαφήμιση της κατάστασης του συνδέσμου). Έχουμε δύο λύσεις για το πως θα υλοποιήσουμε τα μονοπάτια ελέγχου.

Η πρώτη λύση είναι να χρησιμοποιήσουμε κάποια από τα μονοπάτια που έχουν κατασκευαστεί για να εξυπηρετήσουμε τις τρεις κατηγορίες υπηρεσιών τις οποίες υποστηρίζουμε. Λογικά δεν θα πρέπει να χρησιμοποιήσουμε τα μονοπάτια της κλάσης best effort γιατί υπάρχει κίνδυνος να μην παραδοθούν τα μηνύματα ή και αν παραδοθούν μπορεί να παραδοθούν με μεγάλη καθυστέρηση. Θα πρέπει να χρησιμοποιήσουμε τα μονοπάτια των δύο άλλων κλάσεων. Σε αυτήν την περίπτωση θα πρέπει να δεσμεύουμε πόρους πάνω σε αυτά τα μονοπάτια. Η δέσμευση θα γίνει με τον τρόπο τον οποίο έχουμε περιγράψει πιο πάνω. Η δέσμευση θα πρέπει να γίνει αμέσως μετά το φτιάξιμο των μονοπατιών και πριν μπει κυκλοφορία μέσα στο δίκτυο.

Η δεύτερη λύση είναι να φτιάξουμε ξεχωριστά μονοπάτια. Σε αυτήν την περίπτωση θα πρέπει σε κάθε κόμβο να δεσμεύουμε ένα VCI για κάθε προορισμό και να δίνουμε σε αυτό το ιδεατό κύκλωμα το κατάλληλο ποιότητα υπηρεσίας. Θα πρέπει σε κάθε κόμβο να επιλέγουμε το βραχύτερο μονοπάτι προς κάθε προορισμό και στην συνέχεια να φτιάχνουμε αυτά τα μονοπάτια. Πιο συγκεκριμένα, ο κόμβος πηγή στέλνει ένα μήνυμα με το οποίο θα περιέχει τον προορισμό και το VCI το οποίο έχει δεσμεύσει για τον προορισμό. Ο κάθε κόμβο που λαμβάνει ένα τέτοιο μήνυμα θα εισάγει μια οντότητα $\langle \text{διασύνδεση εισόδου}, \text{VCI εισόδου}, \text{VCI εξόδου}, \text{output διασύνδεση εξόδου} \rangle$, όπου διασύνδεση εισόδου είναι ο σύνδεσμος από τον οποίο έλαβε το μήνυμα, VCI εισόδου είναι το VCI που έχει το μήνυμα, διασύνδεση εξόδου είναι ο σύνδεσμος από τον οποίο θα προωθήσει το μήνυμα και VCI εξόδου είναι το VCI που έχει δεσμεύσει για τον συγκεκριμένο προορισμό.

Επίσης απαραίτητο είναι ο κάθε κόμβος να έχει ένα μονοπάτι προς τον Policer έτσι ώστε να επικοινωνεί ο Local Policer του με τον κεντρικό Policer. Αυτό το μονοπάτι θα μπορεί να φτιαχτεί με ένα από τους δύο πιο πάνω τρόπους.

7.3 Δυναμική Ανακατανομή των Πόρων

Σε αυτό το υποκεφάλαιο θα περιγράψουμε πως θα κάνουμε την δυναμική ανακατανομή των πόρων μεταξύ των τριών κλάσεων υπηρεσιών τις οποίες υποστηρίζουμε. Επειδή στην περίπτωση μας επικεντρωνόμαστε στην topology driven η ανακατανομή των πόρων θα είναι δύσκολη. Πιο συγκεκριμένα όταν πρέπει να γίνει ανακατανομή των πόρων πάνω σε ένα φυσικό σύνδεσμο θα πρέπει να καταστραφούν και να ξαναδημιουργηθούν όλα τα VP. Αυτό όμως σημαίνει ότι μέχρι να φτιαχτούν τα νέα VP θα χαθούν ορισμένα cells. Αυτό σημαίνει ότι θα έχουμε παραβιάσει το ποιότητα υπηρεσίας το οποίο έχουμε υποσχεθεί στον χρήστη.

Σημειώστε ότι σε data driven προσεγγίσεις δεν υπάρχει αυτό το πρόβλημα.

7.4 Πολυπλοκότητα της αρχιτεκτονικής

Η πολυπλοκότητα του αλγορίθμου μας οφείλεται κυρίως στην πολυπλοκότητα για τον υπολογισμό της φόρμουλας του Erlang. Αυτό οφείλεται στο γεγονός ότι ο υπολογισμός της φόρμουλας του Erlang αυξάνει εκθετικά σε σχέση με την χωρητικότητα. Επίσης ο υπολογισμός του συνεπαγόμενου κόστους ενός συνδέσμου είναι γραμμικός σε σχέση με τον αριθμό των μονοπατιών που χρησιμοποιούν αυτό τον σύνδεσμο. Επίσης οι άλλοι υπολογισμοί που χρειάζονται να γίνουν για LSA είναι σταθεροί (τάξης $O(1)$). Εμείς για τον υπολογισμό του

$\eta_k = E(\rho_k, C_k - 1) - E(\rho_k, C_k)$ χρησιμοποιούμε τον παρακάτω αλγόριθμο ο οποίος το υπολογίζει σε χρόνο $O(C)$ (το C είναι ακέραιο).

Υπολογισμός $\eta_k(\rho_k, C_k)$

Double a_n, b_n ;

Double r, l, k, p ;

Int I ;

$a_n = 1$;

$r = 1$;

$l = 1$;

For $I = 1$ until C_k

$b_n = a_n$;

*$a_n = a_n * \frac{\rho_k}{I}$;*

$l = r$;

$r = r + a_n$;

END;

Return $\frac{b_n}{l} - \frac{a_n}{r}$;

END;

Παρατηρούμε ότι ο αλγόριθμος αυτός για να υπολογίσει το η_k για ένα σύνδεσμο ο οποίος 155Mbits ο οποίος έχει χωριστεί σε 6,200 κυκλώματα των 25Kbits χρειάζεται να κάνει 12400 πολλαπλασιασμούς και διαιρέσεις. Αυτός ο αλγόριθμος υπολογίζει το η_k με την εκτέλεση $2 * C_k$ πράξεις.

Οι πράξεις που χρειάζονται για τον υπολογισμό του συνεπαγόμενου κόστους του συνδέσμου είναι πολύ λιγότερες από τις πράξεις που χρειάζονται για τον υπολογισμό του η_k . Για παράδειγμα αν από ένα σύνδεσμο παίρνουν 50 μονοπάτια τότε ο υπολογισμός του συνεπαγόμενου κόστους γίνεται με 54 πράξεις.

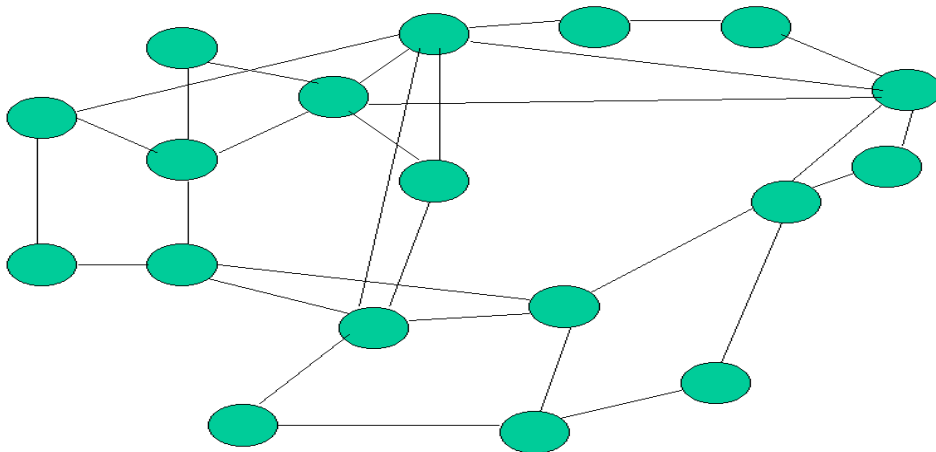
8. Αποτελέσματα Προσομοίωσης

Σε αυτό το κεφάλαιο θα περιγράψουμε τα αποτελέσματα της προσομοίωσης που κάναμε στην πιο πάνω αρχιτεκτονικής. Για την προσομοίωση χρησιμοποιήθηκε η

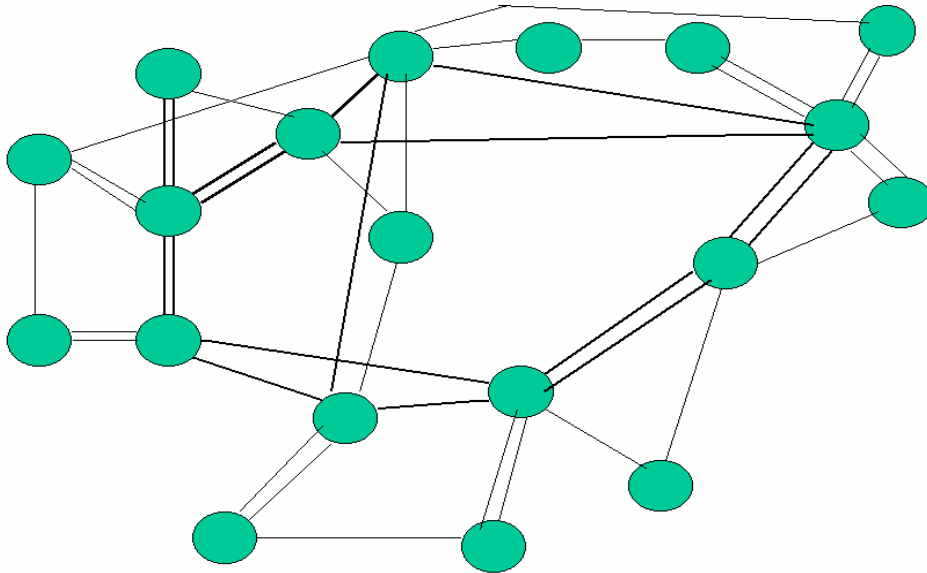
γλώσσα C. Προσομοιώσαμε τις τοπολογίες που φαίνονται στο σχήμα 6. Στο σχήμα 6(a) φαίνεται η τοπολογία ενός κλασικού μεγάλου ISP δικτύου όπως στο [21], στο σχήμα 6 (b) φαίνεται η τοπολογία της MCI όπως στο [22] και στο 6 (c) φαίνεται μια mesh τοπολογία.

Τα αποτελέσματα μας θα τα παρουσιάσουμε σε τρεις ενότητες. Στην πρώτη ενότητα η οποία είναι και η ενότητα που μας ενδιαφέρει περισσότερο παρουσιάζουμε τα αποτελέσματα τα οποία αναφέρονται σε μια κλασική περίπτωση κυκλοφορίας στο δίκτυο που φαίνεται στο 5 (a). Σε αυτήν την προσομοίωση υποθέσαμε ότι οι σύνδεσμοι είναι 155 Mbits/sec και χωρίσαμε τον κάθε σύνδεσμο σε 19,375 κυκλώματα των 8kbits/sec. Ο χρόνος διάρκειας των κλήσεων που ανήκουν στην SC0 ακολουθεί μια εκθετική κατανομή με μέση τιμή 3 λεπτά. Ο χρόνος διάρκειας των κλήσεων που ανήκουν στην SC1 ακολουθεί μια εκθετική κατανομή με μέση τιμή 5 λεπτά και ο χρόνος διάρκειας των κλήσεων για την SC2 ακολουθεί μια εκθετική κατανομή με μέση τιμή 10 λεπτά.

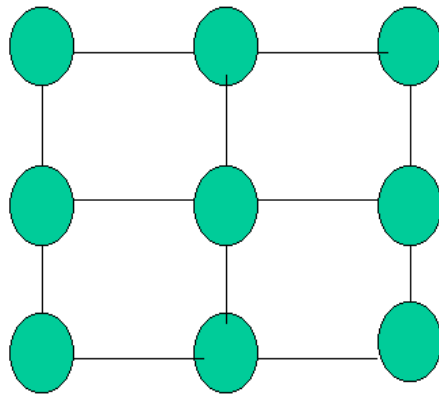
Στην δεύτερη και τρίτη ενότητα παρουσιάζουμε κάποια άλλα αποτελέσματα τα οποία δεν αναφέρονται άμεσα στην περίπτωση που εξετάζουμε. Στις προσομοιώσεις αυτές για την τοπολογία στο σχήμα 6(a) υποθέσαμε ότι οι σύνδεσμοι είναι 155 Mbits/sec και χωρίσαμε τον κάθε σύνδεσμο σε 6,200 κυκλώματα των 25kbits/sec. Στην συνέχεια υποθέσαμε ότι οι σύνδεσμοι είναι 622 Mbits/sec και χωρίσαμε τον κάθε σύνδεσμο σε 31880 κυκλώματα των 25kbits/sec. Για την τοπολογία που φαίνεται στην σχήμα 6(b) οι χωρητικότητες των συνδέσμων είναι 155Mbits (χοντρές γραμμές) ή 45Mbits (λεπτές γραμμές). Χωρίσαμε όλους τους συνδέσμους των 155 Mbits/sec σε 6,200 κυκλώματα των 25kbits/sec και τους συνδέσμους των 45Mbits/sec σε 1800 κυκλώματα των 25kbits/sec. Για την τοπολογία που φαίνεται στο σχήμα 6(c) υποθέτουμε ότι όλοι οι σύνδεσμοι είναι 155Mbits/sec και τους χωρίζουμε σε 6200 κυκλώματα των 25kbits.



(a) A typical ISP



(b) MCI topology



(c) A mesh topology

Σχήμα 6. Οι τοπολογίες

8.1 Περιγραφή του είδους της κυκλοφορίας που χρησιμοποιήσαμε στις προσομοιώσεις

Επικεντρωνόμαστε σε δίκτυα τα οποία υποστηρίζουν τρεις κλάσεις υπηρεσιών (SCs), τις οποίες τις ονομάζουμε SC0, SC1, SC2, και οι οποίες έχουν διαφορετικές απαιτήσεις σε ποιότητα υπηρεσίας η καθεμία. Συγκεκριμένα η SC0 έχει αυστηρές απαιτήσεις όσον αφορά το εύρος ζώνης και την καθυστέρηση (delay sensitive service class), η SC1 έχει αυστηρές απαιτήσεις μόνο όσον αφορά την απόδοση (throughput

sensitive service class) και η SC2 είναι best-effort με μια ελάχιστη εγγύηση σε απόδοση. Κάναμε τρεις προσομοιώσεις.

Στην πρώτη δεν είχαμε μηχανισμό για να μπλοκάρουμε τις κλήσεις. Απλώς αποφασίζαμε σε ποίο μονοπάτι θα τα δρομολογήσουμε. Σε αυτήν την περίπτωση θεωρούσαμε ότι μια κλήση θα μπλοκάρει αν σε κάποιο σύνδεσμο δεν υπήρχαν αρκετοί πόροι για να εξυπηρετηθεί. Πάντως είτε υπήρχαν, είτε όχι οι πόροι για να εξυπηρετηθεί εμείς εισάγαμε την κυκλοφορία που αντιστοιχούσε στην κλήση μέσα στο δίκτυο. Στόχος μας είναι να πετύχουμε πολύ μικρή πιθανότητα μπλοκαρίσματος (π.χ. μικρότερη από 1%) για τις κλήσεις της SC0 και μικρότερη από 20% για τις κλήσεις της SC1. Για τις κλήσεις της SC2 δεν έχουμε κανένα περιορισμό. Για να πετύχουμε τον στόχο μας χρησιμοποιούμε για την ανακατανομή των πόρων τα συνεπαγόμενα κόστη όπως περιγράψαμε στα προηγούμενα κεφάλαια. Αυτή η πολιτική φροντίζει έτσι ώστε να προστατεύει τους πόρους της SC0 και να τις δίνει νέους πόρους τους οποίους έχει πάρει από τις δύο άλλες κλάσεις όταν το συνεπαγόμενο κόστος έχει αυξηθεί σημαντικά. Επίσης αντιμετωπίζει ευνοϊκά την SC1 σε σχέση με την SC2. Ο κάθε τοπικός policer στέλνει ένα μήνυμα συναργισμού στον Policer κάθε φορά που η διαφορά στα συνεπαγόμενα κόστη είναι σημαντική. Την χρέωση που θεωρήσαμε ότι γίνεται φαίνεται στο σχήμα 7(γ). Η πρώτη προσομοίωση είναι η περίπτωση που μας ενδιαφέρει και αναφέρεται στην περίπτωση που η αρχιτεκτονική μας δουλεύει πολύ καλά.

Στην δεύτερη δεν είχαμε μηχανισμό για να μπλοκάρουμε τις κλήσεις. Απλώς αποφασίζαμε σε ποίο μονοπάτι θα τα δρομολογήσουμε. Σε αυτήν την περίπτωση θεωρούσαμε ότι μια κλήση θα μπλοκάρει αν σε κάποιο σύνδεσμο δεν υπήρχαν αρκετοί πόροι για να εξυπηρετηθεί. Πάντως είτε υπήρχαν, είτε όχι οι πόροι για να εξυπηρετηθεί εμείς βγάναμε την κυκλοφορία που αντιστοιχούσε στην κλήση μέσα στο δίκτυο. Στόχος μας είναι να πετύχουμε πολύ μικρή πιθανότητα μπλοκαρίσματος (π.χ. μικρότερη από 2%) για τις κλήσεις της SC0 και μικρότερη από 20% για τις κλήσεις της SC1. Για τις κλήσεις της SC2 δεν έχουμε κανένα περιορισμό. Για να πετύχουμε τον στόχο μας χρησιμοποιούμε μια engineering πολιτική για την ανακατανομή των πόρων την οποία εκτελεί ο Policer. Αυτή η πολιτική φροντίζει έτσι ώστε να προστατεύει τους πόρους της SC0 και να τις δίνει νέους πόρους τους οποίους έχει πάρει από τις δύο άλλες κλάσεις όταν η πιθανότητα μπλοκαρίσματος έχει αυξηθεί σημαντικά σε αυτήν. Επίσης αντιμετωπίζει ευνοϊκά την SC1 σε σχέση με την SC2. Ο κάθε τοπικός policer στέλνει ένα μήνυμα συναργισμού στον Policer κάθε φορά που η πιθανότητα μπλοκαρίσματος στην SC0 ξεπερνάει το 2% ή στην SC1 ξεπερνάει το 20%. Αν το μήνυμα συναργισμού προέρχεται από την SC0 τότε ο Policer θα φροντίσει έτσι ώστε να πάρει αρκετούς πόρους από τις δύο άλλες κλάσεις (αρχίζοντας από την SC2 και αν χρειάζεται παίρνει πόρους και από την SC1). Αν το μήνυμα συναργισμού προέρχεται από την SC1 τότε ο Policer θα πάρει πόρους πρώτα από την SC2 και αν χρειαστεί θα πάρει από την SC0 μόνο αν υπάρχουν αρκετοί διαθέσιμοι πόροι σε αυτήν. Όταν η πιθανότητα μπλοκαρίσματος στην SC2 ξεπερνάει το 30% ο τοπικός policer στέλνει ένα μήνυμα συναργισμού στον Policer ο οποίος θα δώσει πόρους στην SC2 μόνο αν υπάρχουν πολλοί ελεύθεροι πόροι στις δύο άλλες κλάσεις υπηρεσίας. Ο Policer φροντίζει έτσι ώστε να υπάρχουν πάντα διαθέσιμοι πόροι για την SC2 (δηλαδή να μην τις πάρουν οι άλλες κλάσεις όλους τους πόρους). Αυτή η πολιτική αναφέρεται στην πρώτη πολιτική για ανακατανομή πόρων που περιγράψαμε στο κεφάλαιο 6.1 μόνο που το σύνολο \mathcal{A} έχει μόνο ένα στοιχείο. Ο λόγος για τον οποίο θέσαμε τους παραπάνω στόχους όσον αφορά τις πιθανότητες μπλοκαρίσματος στις τρεις κλάσεις υπηρεσίας είναι ο εξής: όσο λιγότερα είναι οι

κλήσεις κάποιας κλάσης για τα οποία δεν βρήκαμε αρκετούς πόρους για να τα εξυπηρετήσουμε τόσο λιγότερο θα υποφέρουν όλοι όσοι χρησιμοποιούν αυτήν την κλάση υπηρεσίας. Αυτό συμβαίνει γιατί η περισσευούμενη κυκλοφορία θα είναι λιγότερη. Γι' αυτόν τον λόγο βάλουμε τον στόχο του 2% για την SC0 (delay-sensitive). Θέλουμε όσοι χρησιμοποιούν αυτήν την κλάση η οποία είναι και η ακριβή (οποίο την χρησιμοποιεί θα πληρώσει και περισσότερα) να υποφέρουν λίγο έως καθόλου. Για την κλάση SC1 θέσαμε το στόχο του 20% γιατί δεν είναι τόσο ακριβή όσο η SC0 ενώ για την SC2 δεν θέσαμε κανένα στόχο και όσοι την χρησιμοποιούν θα υποφέρουν πολύ αλλά πάντα θα έχουν κάποιους πόρους για να εξυπηρετηθούν. Εκτός από την πολιτική ανακατανομής πόρων που ακολουθούμε θα πρέπει να μπορούμε να πετύχουμε και τον κατάλληλο ρυθμό με τον οποίο φτάνουν οι κλήσεις σε κάθε κλάση υπηρεσίας. Δηλαδή μικρό ρυθμό στην SC0, μεγαλύτερο στην SC1 και ακόμα μεγαλύτερο στην SC2. Για να το πετύχουμε αυτό θα πρέπει να χρεώνουμε διαφορετικά την κάθε κλάση υπηρεσία. Την SC0 ακριβά, την SC1 πιο φτηνά και την SC2 ακόμα πιο φτηνά. Την χρέωση που θεωρήσαμε ότι γίνεται φαίνεται στο σχήμα 7(β).

Στην τρίτη προσομοίωση που κάναμε θεωρήσαμε ότι έχουμε μηχανισμό για να μπλοκάρουμε τις κλήσεις για τα οποία δεν έχουμε αρκετούς πόρους να τα εξυπηρετήσουμε. Σε αυτήν την περίπτωση έχουμε ως στόχο να μεγιστοποιήσουμε το κέρδος του δικτύου. Ο Policερ χρησιμοποιεί την δεύτερη πολιτική για ανακατανομή πόρων που περιγράψαμε στο 6.1. Την χρέωση που θεωρήσαμε ότι γίνεται φαίνεται στο σχήμα 7(β).

Σημειώστε ότι η πρώτη και η δεύτερη προσομοίωση θα μπορούσε να αναφέρεται σε ένα μοντέλο διαφοροποιημένων υπηρεσιών ενώ η τρίτη σε ένα μοντέλο ολοκληρωμένων υπηρεσιών οι οποίες έχουν και το RSVP ως μηχανισμό απόρριψη κλήσεων.

Η κυκλοφορία που μπαίνει μέσα στο δίκτυο για την πρώτη προσομοίωση αποτελείται από δύο τύπους κυκλοφορίας για τις SC0 και SC1. Αυτοί οι δύο τύποι ονομάζονται MPEG βίντεο και φωνή. Για την SC0 και SC1, οι κλήσεις φτάνουν σύμφωνα με μια Poisson κατανομή. Ο μέσος ρυθμός αφίξεων για την SC0 είναι μικρότερο από τον μέσο ρυθμό αφίξεων για την SC1. Επίσης η αναλογία με την οποία φτάνουν οι κλήσεις MPEG βίντεο σε σχέση με τις κλήσεις φωνής είναι 1/15 για την SC0 και 1/10 για την SC1. Για την SC2 υποθέτουμε ότι οι κλήσεις φτάνουν με μέσο ρυθμό μεγαλύτερο από των μέσο ρυθμό των κλήσεων των SC0 και SC1. Ο χρόνος διάρκειας των κλήσεων που ανήκουν στην SC0 ακολουθεί μια εκθετική κατανομή με μέση τιμή 3 λεπτά. Ο χρόνος διάρκειας των κλήσεων που ανήκουν στην SC1 ακολουθεί μια εκθετική κατανομή με μέση τιμή 5 λεπτά. Ο χρόνος διάρκειας των κλήσεων για την SC2 ακολουθεί μια εκθετική κατανομή με μέση τιμή 10 λεπτά.

Η κυκλοφορία που μπαίνει μέσα στο δίκτυο για την δεύτερη και τρίτη προσομοίωση αποτελείται από δύο τύπους κυκλοφορίας για τις SC0 και SC1. Αυτοί οι δύο τύποι ονομάζονται MPEG βίντεο και φωνή. Για την SC0 και SC1, οι κλήσεις φτάνουν σύμφωνα με μια Poisson διαδικασία. Ο μέσος ρυθμός αφίξεων για την SC0 είναι μικρότερο από τον μέσο ρυθμό αφίξεων για την SC1. Επίσης η αναλογία με την οποία φτάνουν οι κλήσεις MPEG βίντεο σε σχέση με τις κλήσεις φωνής είναι 1/10 ή 1/15, τόσο για την SC0 όσο και για την SC1. Για την SC2 υποθέτουμε ότι οι κλήσεις φτάνουν με μέσο ρυθμό μεγαλύτερο από των μέσο ρυθμό των κλήσεων των SC0 και SC1. Ο χρόνος διάρκειας των κλήσεων που ανήκουν στην SC0 ακολουθεί μια εκθετική κατανομή με μέση τιμή 3 λεπτά για τις κλήσεις φωνής και 10 λεπτά για τις κλήσεις βίντεο. Ο χρόνος διάρκειας των κλήσεων που ανήκουν στην SC1 ακολουθεί μια εκθετική κατανομή με μέση τιμή 5 λεπτά για τις κλήσεις φωνής και 13 για τις

κλήσεις βίντεο. Ο χρόνος διάρκειας των κλήσεων για την SC2 ακολουθεί μια εκθετική κατανομή με μέση τιμή 15 λεπτά.

Επειδή οι κλήσεις που ανήκουν στις SC0 και SC1 έχουν απαιτήσεις σε ποιότητα υπηρεσίας θα πρέπει να υπολογιστεί το ισοδύναμο εύρος ζώνης της κάθε κλήσης έτσι ώστε να είναι δυνατός ο υπολογισμός του effective rate. Στον πίνακα που φαίνεται στο σχήμα 7(α), φαίνεται το ισοδύναμο εύρος ζώνης για τις κλήσεις που ανήκουν στις SC0 και SC1. Έχουμε υπολογίσει το ισοδύναμο εύρος ζώνης για αυτές τις κλήσεις για διάφορες τιμές χωρητικότητας. Αυτό το κάνουμε γιατί το ισοδύναμο εύρος ζώνης εξαρτάται από την χωρητικότητα και όπως έχουμε ήδη αναφέρει κάνουμε δυναμική ανακατανομή των πόρων μεταξύ των διαφόρων κλάσεων υπηρεσίας. Για την SC0 υποθέτουμε ότι θέλουμε καθυστέρηση μικρότερη από 3msec και για την SC1 καθυστέρηση μικρότερη από 30msec. Ο υπολογισμός του ισοδύναμου εύρους ζώνης έγινε με βάση το [23].

Χωρητικότητα (Mbits)	Κλάση Υπηρεσίας	Είδος της Κυκλοφορίας	Ισοδύναμο Εύρος Ζώνης (σε κυκλώματα)	Είδος της Κυκλοφορίας	Ισοδύναμο Εύρος Ζώνης (σε κυκλώματα)
10	SC0	Βίντεο	27	Φωνή	1
20	SC0	Βίντεο	19	Φωνή	1
40	SC0	Βίντεο	15	Φωνή	1
60	SC0	Βίντεο	14	Φωνή	1
80	SC0	Βίντεο	14	Φωνή	1
100	SC0	Βίντεο	13	Φωνή	1
120	SC0	Βίντεο	13	Φωνή	1
160	SC0	Βίντεο	12	Φωνή	1
200	SC0	Βίντεο	12	Φωνή	1
300	SC0	Βίντεο	12	Φωνή	1
400	SC0	Βίντεο	12	Φωνή	1
500	SC0	Βίντεο	11	Φωνή	1
600	SC0	Βίντεο	11	Φωνή	1
10	SC1	Βίντεο	21	Φωνή	1
20	SC1	Βίντεο	13	Φωνή	1
40	SC1	Βίντεο	12	Φωνή	1
60	SC1	Βίντεο	12	Φωνή	1
80	SC1	Βίντεο	12	Φωνή	1
100	SC1	Βίντεο	12	Φωνή	1
120	SC1	Βίντεο	11	Φωνή	1
160	SC1	Βίντεο	11	Φωνή	1
200	SC1	Βίντεο	11	Φωνή	1
300	SC1	Βίντεο	11	Φωνή	1
400	SC1	Βίντεο	11	Φωνή	1
500	SC1	Βίντεο	11	Φωνή	1
600	SC1	Βίντεο	11	Φωνή	1

(α) Το Ισοδύναμο Εύρος Ζώνης

Κλάση Υπηρεσίας	Βίντεο	Φωνή
SC0	450	50
SC1	150	17
SC2	7	7

(β) Η χρέωση για την δεύτερη και τρίτη προσομοίωση

Κλάση Υπηρεσίας	Βίντεο	Φωνή
SC0	1000	100
SC1	100	10
SC2	1	1

(γ) Η χρέωση για την πρώτη προσομοίωση

Σχήμα 7. Το Ισοδύναμο Εύρος Ζώνης και η χρέωση

8.2 Αποτελέσματα

Σε αυτό το υποκεφάλαιο θα παρουσιάσουμε τα αποτελέσματα της προσομοίωσης. Για να μετρήσουμε την απόδοση του αλγορίθμου μας μετράμε τρεις παραμέτρους. Οι τρεις παράμετροι είναι ο μέσος χρόνος για να τρέξει ο αλγόριθμος, ο μέσος χρόνος που μεσολαβεί μεταξύ δύο LSA μεταξύ δύο οποιοδήποτε κόμβων(αυτός μας δείχνει πόση κυκλοφορία ελέγχου δημιουργείται και πόσο γρήγορα πάει το μοντέλο μας σε ισορροπία. Αν είναι μεγάλος έχουμε λίγη κυκλοφορία ελέγχου γιατί στέλνονται σπάνια μηνύματα και επίσης το σύστημα είναι σε ισορροπία αφού δεν έχουμε σημαντικές αλλαγές στην κατάσταση του δικτύου) και τρίτον η πιθανότητα μπλοκαρίσματος για καθεμία από τις τρεις κατηγορίες.

Για να μπορέσουμε να δούμε την χρησιμότητα του αλγορίθμου μας θα τον συγκρίνουμε με την πιθανότητα μπλοκαρίσματος ανά κλάση υπηρεσίας στην περίπτωση που επιλέγουμε πάντα το βραχύτερο μονοπάτι. Στην περίπτωση που επιλέγουμε πάντα το βραχύτερο μονοπάτι την κατανομή των πόρων μεταξύ των κλάσεων την κάνουμε στατικά στην αρχή με τον εξής τρόπο: Αφού μετρήσουμε σε κάθε σύνδεσμο τους ρυθμούς ρ_0, ρ_1, ρ_2 με τους οποίους προσφέρεται κυκλοφορία από τις τρεις κλάσεις υπηρεσίας επιλέγουμε τα $0 < \beta_0, \beta_1, \beta_2 < 1$ έτσι ώστε $\min_{\beta_0, \beta_1, \beta_2} [\alpha_0 * E(\rho_0, \beta_0 * C_k) + \alpha_1 * E(\rho_1, \beta_1 * C_k) + \alpha_2 * E(\rho_2, \beta_2 * C_k)]$, όπου $E()$ ο τύπος του Erlang που μας δίνει την πιθανότητα μπλοκαρίσματος. Τα $\alpha_0 = 10, \alpha_1 = 5, \alpha_2 = 1$ είναι σταθερές για να μας πουν πόσο σημαντική είναι η κάθε πιθανότητα μπλοκαρίσματος.

Στον πίνακα του σχήματος 8 βλέπουμε τα αποτελέσματα της πρώτης προσομοίωσης. Στους πίνακες του σχήματος 9 βλέπουμε τα αποτελέσματα της δεύτερης προσομοίωσης και στο σχήμα 10 τα αποτελέσματα της τρίτης. Για να εξηγήσουμε τον τρόπο παρουσίασης των αποτελεσμάτων θα πρέπει να πούμε ότι τα αποτελέσματα της κάθε προσομοίωσης παρουσιάζονται σε τρεις πίνακες. Στην πρώτη στήλη του πρώτου πίνακα περιγράφουμε τον αριθμό των κλήσεων (για κάθε κλάση υπηρεσίας) οι οποίες φτάνουν σε κάθε κόμβο ανά δευτερόλεπτο. Πιο συγκεκριμένα όταν στην

πρώτη στήλη γράφομε 0.4-1.5-6 σημαίνει ότι σε κάθε κόμβο, οι κλήσεις της SC0 φτάνουν σύμφωνα με μια Poisson με ρυθμό 0.4κλήσεις/sec, οι κλήσεις της SC1 φτάνουν σύμφωνα με μια Poisson με ρυθμό 1.5κλήσεις/sec, οι κλήσεις της SC2 φτάνουν σύμφωνα με μια Poisson με ρυθμό 6κλήσεις/sec. Στην δεύτερη στήλη του πρώτου πίνακα είναι ο μέσος χρόνος σε δευτερόλεπτα που χρειάστηκε για να τρέξει ο αλγόριθμός μας. Στην τρίτη στήλη του πρώτου πίνακα είναι ο μέσος χρόνος που μεσολαβεί μεταξύ δύο διαδοχικών μηνυμάτων LSA τα οποία στέλνει ένας κόμβος προς ένα άλλο κόμβο. Στην τέταρτη στήλη του πρώτου πίνακα είναι η αναλογία των κλήσεων του βίντεο σε σχέση με τις κλήσεις φωνής όσον αφορά τις κλήσεις στις SC0 και SC1. Στην δεύτερο πίνακα περιγράφομε τις αποδοχές και τις απορρίψεις που θα είχαμε αν εφαρμόζαμε τον αλγόριθμό μας και στον τρίτο πίνακα τα αποτελέσματα που θα είχαμε με το βραχύτερο μονοπάτι. Στο σχήμα 9 (a) παρουσιάζονται τα αποτελέσματα για την τοπολογία 6 (a) όταν η χωρητικότητα των συνδέσμων είναι 155Mbps/sec. Στην σχήμα 9(b) παρουσιάζονται τα αποτελέσματα για την τοπολογία 6(a) όταν η χωρητικότητα των συνδέσμων είναι 622Mbps/sec. Στο σχήμα 9(c) παρουσιάζονται τα αποτελέσματα για την τοπολογία 6(b). Στις προσομοιώσεις που έγιναν με την τοπολογία του 6(b) οι κλήσεις δεν έφταναν με τον ίδιο ρυθμό σε όλους τους κόμβους. Πιο συγκεκριμένα στους κόμβους οι οποίοι δεν έχουν σύνδεσμο με 155 Mbps/sec οι κλήσεις φτάνουν με μικρότερο ρυθμό από τους κόμβους οι οποίοι έχουν συνδέσμο με 155Mbps. Στο σχήμα 9(d) παρουσιάζονται τα αποτελέσματα για την τοπολογία του 6(c). Στο σχήμα 10 τα αποτελέσματα παρουσιάζονται με παρόμοιο τρόπο.

Ρυθμός (κλήσεις/sec/node)	Χρόνος	Χρόνος μεταξύ δύο διαδοχικών LSA	Βίντεο/Φωνή
1 - 5 - 15	0.030704	10.295401	1/15 - 1/10

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορρίψεις	Αποδοχές(%)	Απορρίψεις(%)
SC0	10200	9	99.92	0.08
SC1	44647	10167	81.6	18.4
SC2	41245	59413	41	59

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορρίψεις	Αποδοχές (%)	Απορρίψεις(%)
SC0	9183	1023	90	10
SC1	38768	16046	61	29
SC2	39797	60951	39	61

Σχήμα 8. Αποτελέσματα Πρώτης προσομοίωσης.

8.3 Σχολιασμός Αποτελεσμάτων Πρώτης Προσομοίωσης

Όπως βλέπουμε από τους πίνακες της εικόνας 7 το σενάριο το οποίο μας ενδιαφέρει είναι το εξής: ο ρυθμός με τον οποίο φτάνουν οι κλήσεις στην SC0 είναι 1 κλήση/sec/κόμβο, στην SC1 είναι 5 κλήσεις/sec/κόμβο, για την SC2 είναι 15 κλήσεις/sec/κόμβο. Ο χρόνος διάρκειας των κλήσεων στην SC0 ακολουθεί την

εκθετική κατανομή με μέσο ρυθμό 3 λεπτά, ο χρόνος διάρκειας των κλήσεων στην SC1 ακολουθεί την εκθετική κατανομή με μέσο ρυθμό 5 λεπτά και ο χρόνος διάρκειας των κλήσεων στην SC2 ακολουθεί την εκθετική κατανομή με μέσο ρυθμό 10 λεπτά. Η αναλογία των κλήσεων βίντεο προς τις κλήσεις φωνής είναι 1:15 για την SC0 και 1:10 για την SC1. Εμείς θα θέλαμε να πετύχουμε πόστο μπλοκαρίσματος κάτω του 1% για την SC0 και κάτω του 20% για την SC1 ενώ για την SC2 δεν θέτουμε κανένα στόχο.

Όπως φαίνεται από το σχήμα 8 ο μέσος χρόνος για να τρέξει ο αλγόριθμος μας είναι 0.03 sec και η μέση τιμή του χρόνου που μεσολαβεί μεταξύ δύο διαφημίσεων που στέλνει κάποιος κόμβος προς κάποιον άλλο είναι περίπου 10sec. Όπως παρατηρούμε ο χρόνος που μεσολαβεί μεταξύ δύο διαφημίσεων είναι πολύ μεγάλος σε σχέση με τον χρόνο που χρειάζεται για τρέξει ο αλγόριθμος. Από αυτό βγαίνει το συμπέρασμα ότι οι κόμβοι δουλεύουν πάντα με τις σωστές πληροφορίες όσον αφορά την κατάσταση του δικτύου. Επίσης παρατηρούμε ότι η πολυπλοκότητα του αλγορίθμου είναι μικρή (0.03 sec για ένα δίκτυο με 18 κόμβους και 30 διπλής κατεύθυνσης συνδέσμους).

Επίσης όπως παρατηρούμε το ποσοστό μπλοκαρίσματος για την SC0 είναι 0.08% το οποίο σημαίνει ότι η επιπλέον κυκλοφορία είναι πολύ λίγη άρα δεν θα παραβιάζεται πολύ η ποιότητα υπηρεσίας που έχουμε υποσχεθεί στον χρήστη. Ουσιαστικά δεν θα παραβιάζεται καθόλου. Για την SC1 το ποσοστό μπλοκαρίσματος είναι 18.4% και για την SC2 είναι 59%. Για τον άλλο τρόπο δρομολόγηση (βραχύτερο μονοπάτι) τον οποίο περιγράψαμε πιο πάνω έχουμε ότι το ποσοστό μπλοκαρίσματος για την SC0 είναι 10% για την SC1 είναι 29% και για την SC2 είναι 61%. Όπως παρατηρούμε η δική μας αρχιτεκτονική όχι μόνο επιτυγχάνει τους στόχους σχετικά με την πιθανότητα μπλοκαρίσματος για την SC0 και την SC1 αλλά και το κάνει αυτό με τρόπο έτσι ώστε να μην επιβαρύνεται το ποσοστό μπλοκαρίσματος στην SC2.

Όπως βλέπουμε για το συγκεκριμένο σενάριο το δίκτυο μας λειτουργεί πολύ καλά. Για να πετύχουμε το συγκεκριμένο σενάριο θα πρέπει να χρεώνουμε τις τρεις κλάσεις υπηρεσίας διαφορετικά έτσι ώστε όχι μόνο να επιτυγχάνουμε τον επιθυμητό ρυθμό αφίξεων στις κλήσεις κάθε κλάσεις αλλά και να μπορούμε να κάνουμε σωστά την ανακατανομή των πόρων.

8.4 Σχολιασμός Αποτελεσμάτων Δεύτερης Προσομοίωσης

Όπως βλέπουμε από τον πρώτο πίνακα κάθε προσομοίωσης ο χρόνος που χρειάζεται για να τρέξει ο αλγόριθμος είναι πολύ μικρός. Πιο συγκεκριμένα όταν ένας κόμβος έχει τρεις-τέσσερις συνδέσμους των 155Mbits τότε ο χρόνος που χρειάζεται για να τρέξει ο αλγόριθμος είναι 0.0085δευτερόλεπτα περίπου όπως φαίνεται από την πρώτη στήλη του πρώτου πίνακα κάθε προσομοίωσης στο σχήμα 9(a). Όπως φαίνεται από τους πίνακες του σχήματος 9(b) ο χρόνος που χρειάζεται για να τρέξει ο αλγόριθμός μας όταν ο κάθε κόμβος έχει τρεις-τέσσερις συνδέσμους με 622Mbits είναι 0.03 δευτερόλεπτα. Δηλαδή παρατηρούμε, πρώτον ότι ο χρόνος εξακολουθεί να είναι μικρός και ότι η αύξηση είναι περίπου αναλογική (δηλαδή έχοντας τετραπλάσιους σε χωρητικότητα συνδέσμους ο χρόνος είναι λίγο λιγότερο από τετραπλάσιο). Αυτό συμβαίνει διότι το μεγάλο κόστος του αλγορίθμου είναι στον υπολογισμό της φόρμουλα του Erlang, η πολυπλοκότητα του οποίου είναι γραμμική όπως έχουμε εξηγήσει. Όπως φαίνεται και από τα αποτελέσματα στους πίνακες των 9(c) και 9(d) οι χρόνοι που χρειάζεται για να τρέξει ο αλγόριθμος μας είναι μικροί και για τα δίκτυα 6(b) και 6(c).

Όσον αφορά την δεύτερη παράμετρο (τον μέσο χρόνο που μεσολαβεί μέχρι μεταξύ δύο διαδοχικών μηνυμάτων LSA τα οποία στέλνει κάποιος κόμβος προς κάποιον άλλο

κόμβο) την οποία μετράμε στην προσομοίωση έχουμε να παρατηρήσουμε τα εξής: όπως φαίνεται από τους πίνακες στο 9(a) ο χρόνος που μεσολαβεί είναι 11-14 δευτερόλεπτα όταν έχουμε την τοπολογία του 6(a) με συνδέσμους 155 Mbits. Από τους πίνακες του 9(b) φαίνεται ότι ο μέσος χρόνος που μεσολαβεί είναι 9.5-17.5 δευτερόλεπτα όταν έχουμε την τοπολογία του 6(a) με 622Mbits συνδέσμους. Από τα αποτελέσματα που παρουσιάζονται στους πίνακες του σχήματος 9(c) ο χρόνος που μεσολαβεί όταν έχουμε την τοπολογία 6(b) είναι 9.5-12 δευτερόλεπτα.. Για την τοπολογία του 6(c) ο χρόνος αυτός είναι 9-12 δευτερόλεπτα. Παρατηρούμε ότι ο χρόνος που μεσολαβεί μεταξύ δύο διαδοχικών LSA τα οποία στέλνει κάποιος κόμβος προς κάποιον άλλο κόμβο είναι αρκετά μεγάλο και σημαντικά μεγαλύτερος από το μέσο χρόνο που χρειάζεται για να τρέξει ο αλγόριθμος μας. Βασιζόμενοι σε αυτό μπορούμε να πούμε ότι ο αλγόριθμος μας λειτουργεί πάντα με ακριβείς πληροφορίες. Επίσης μπορούμε να πούμε ότι ο χρόνος αποστολής των μηνυμάτων δεν είναι καθοριστικός για τον ίδιο λόγο.

Τώρα θα σχολιάζουμε τα αποτελέσματα ως προς τις αποδοχές και τις απορρίψεις του αλγορίθμου μας. Όπως βλέπουμε από τους πίνακες του σχήματος 9 ο αλγόριθμος μας λειτουργεί καλά τόσο με λίγο μεγάλο φόρτο (πίνακες 9.a.1, 9.a.2, 9.a.4, 9.b.1, 9.b.2, 9.b.3, 9.c.1, 9.c.2, 9.d.1,) όσο και με πολύ μεγάλο φόρτο (9.a.3, 9.a.5, 9.b.5, 9.d.3, 9.d.6). Επίσης ο αλγόριθμος μας λειτουργεί καλά τόσο όταν η αναλογία του ρυθμού με τον οποίο φτάνουν οι κλήσεις στις δύο πρώτες κλάσεις είναι μικρό (9.a.1, 9.b.1, 9.b.2, 9.c.3, 9.d.4) σε σχέση με τον ρυθμό που φτάνουν οι κλήσεις στην SC2 όσο και όταν είναι μεγάλος (9.a.5, 9.a.6, 9.b.3, 9.b.7, 9.c.1, 9.c.2, 9.d.1). Όπως φαίνεται από τους πίνακες του σχήματος 9 ο δικός μας αλγόριθμος σε κάθε περίπτωση πετυχαίνει να αυξήσει τον αριθμό των κλήσεων οι οποίες γίνονται δεκτές κατά 9-16% σε σχέση με τον αριθμό των κλήσεων οι οποίες γίνονται δεκτές αν πάντα επιλέγουμε το βραχύτερο μονοπάτι. Αξίζει να σημειωθεί ότι αυτό ισχύει ότι σε καμία περίπτωση ο αλγόριθμος μας δεν μειώνει τον αριθμό των κλήσεων που γίνονται δεκτές σε κάποια κλάση σε σχέση με τον αριθμό που θα γίνονταν δεκτές αν χρησιμοποιούσαμε το βραχύτερο μονοπάτι. Δηλαδή ο αλγόριθμός μας προσπαθεί να πετύχει τους στόχους που έχουμε βάλει για τις κλάσεις SC0 και SC1 χωρίς να αυξάνει τις απορρίψεις στην SC2 αλλά αντίθετα πάντα πετυχαίνει και μια σημαντική αύξηση στον αριθμό των κλήσεων της SC2 οι οποίες γίνονται δεκτές.

8.5 Σχολιασμός Αποτελεσμάτων Τρίτης Προσομοίωσης

Όπως βλέπουμε από τον πρώτο πίνακα κάθε προσομοίωσης ο χρόνος που χρειάζεται για να τρέξει ο αλγόριθμος είναι πολύ μικρός. Πιο συγκεκριμένα όταν ένας κόμβος έχει τρεις-τέσσερις συνδέσμους των 155Mbits τότε ο χρόνος που χρειάζεται για να τρέξει ο αλγόριθμος είναι 0.011 δευτερόλεπτα περίπου όπως φαίνεται από την πρώτη στήλη του πρώτου πίνακα κάθε προσομοίωσης στο σχήμα 10(a). Όπως φαίνεται από τους πίνακες του σχήματος 10 (b) ο χρόνος που χρειάζεται για να τρέξει ο αλγόριθμός μας όταν ο κάθε κόμβος έχει τρεις-τέσσερις συνδέσμους με 622Mbits είναι 0.035 δευτερόλεπτα. Δηλαδή παρατηρούμε, πρώτον ότι ο χρόνος εξακολουθεί να είναι μικρός και ότι η αύξηση είναι περίπου αναλογική (δηλαδή έχοντας τετραπλάσιους σε χωρητικότητα συνδέσμους ο χρόνος είναι λίγο λιγότερο από τετραπλάσιο). Αυτό συμβαίνει διότι το μεγάλο κόστος του αλγορίθμου είναι στον υπολογισμό της φόρμουλα του Erlang, η πολυπλοκότητα του οποίου είναι γραμμική όπως έχουμε εξηγήσει. Όπως φαίνεται και από τα αποτελέσματα στους πίνακες των 10(c) και 10(d) οι χρόνοι που χρειάζεται για να τρέξει ο αλγόριθμος μας είναι μικροί και για τα δίκτυα 6(b) και 6(c).

Όσον αφορά την δεύτερη παράμετρο (τον μέσο χρόνο που μεσολαβεί μέχρι μεταξύ δύο διαδοχικών μηνυμάτων LSA τα οποία στέλνει κάποιο κόμβος προς κάποιον άλλο κόμβο) την οποία μετράμε στην προσομοίωση έχουμε να παρατηρήσουμε τα εξής: όπως φαίνεται από τους πίνακες στην 10(a) ο χρόνος που μεσολαβεί είναι 9-13 δευτερόλεπτα όταν έχουμε την τοπολογία του 6(a) με συνδέσμους 155 Mbits. Από τους πίνακες τις 10(b) φαίνεται ότι ο μέσος χρόνος που μεσολαβεί είναι 8.5-15 δευτερόλεπτα όταν έχουμε την τοπολογία του 6(a) με 622Mbits συνδέσμους. Από τα αποτελέσματα που παρουσιάζονται στους πίνακες της εικόνας 10(c) ο χρόνος που μεσολαβεί όταν έχουμε την τοπολογία 6(b) είναι 9-11 δευτερόλεπτα.. Για την τοπολογία του 6(c) ο χρόνος αυτός είναι 9-11 δευτερόλεπτα. Παρατηρούμε ότι ο χρόνος που μεσολαβεί μεταξύ δύο διαδοχικών LSA τα οποία στέλνει κάποιος κόμβος προς κάποιον άλλο κόμβο είναι αρκετά μεγάλο και σημαντικά μεγαλύτερος από το μέσο χρόνο που χρειάζεται για να τρέξει ο αλγόριθμος μας. Βασιζόμενοι σε αυτό μπορούμε να πούμε ότι ο αλγόριθμος μας δουλεύει πάντα με ακριβείς πληροφορίες. Επίσης μπορούμε να πούμε ότι ο χρόνος αποστολής των μηνυμάτων δεν είναι καθοριστικός για τον ίδιο λόγο.

Τώρα θα σχολιάζουμε τα αποτελέσματα ως προς τις αποδοχές και τις απορρίψεις του αλγορίθμου μας. Όπως βλέπουμε από τους πίνακες του σχήματος 10 ο αλγόριθμος μας δουλεύει καλά τόσο με μικρό φόρτο (πίνακες 10.a.1, 10.a.2, 10.a.4, 10.b.1, 10.b.2, 10.b.3, 10.c.1, 10.c.2, 10.d.1.) όσο και με μεγάλο φόρτο (10.a.3, 10.a.5, 10.b.5, 10.d.3, 10.d.6). Επίσης ο αλγόριθμος μας δουλεύει καλά τόσο όταν η αναλογία του ρυθμού με τον οποίο φτάνουν οι κλήσεις στις δύο πρώτες κλάσεις είναι μικρό (10.a.1, 10.b.1, 10.b.2, 10.c.3, 10.d.4) σε σχέση με τον ρυθμό που φτάνουν οι κλήσεις στην SC2 όσο και όταν είναι μεγάλος (10.a.5, 10.a.6, 10.b.3, 10.b.7, 10.c.1, 10.c.2, 10.d.1). Όπως φαίνεται από τους πίνακες του σχήματος 10 ο δικός μας αλγόριθμος σε κάθε περίπτωση πετυχαίνει να αυξήσει τον αριθμό των κλήσεων οι οποίες γίνονται δεκτές κατά 3-11% σε σχέση με τον αριθμό των κλήσεων οι οποίες γίνονται δεκτές αν πάντα επιλέγουμε το βραχύτερο μονοπάτι. Αξίζει να σημειωθεί ότι αυτό ισχύει ότι σε καμία περίπτωση ο αλγόριθμος μας δεν μειώνει τον αριθμό των κλήσεων που γίνονται δεκτές σε κάποια κλάση σε σχέση με τον αριθμό που θα γίνονταν δεκτές αν χρησιμοποιούσαμε το βραχύτερο μονοπάτι.

9. Συμπεράσματα, μελλοντικές επεκτάσεις

Σε αυτήν την εργασία προτείνουμε μια αρχιτεκτονική για δέσμευση πόρων σε ένα MPLS δίκτυο των οποίων υποστηρίζει πολλαπλές κλάσεις υπηρεσίας με διαφορετικές απαιτήσεις σε ποιότητα υπηρεσίας ή καθυστέρηση. Επικεντρωνόμαστε στον σχεδιασμό και απόδοση της διαχείρισης των πόρων. Αναπτύξαμε ένα μηχανισμό ο οποίος για κάθε νέα κλήση που φτάνει διαλέγει το καλύτερο μονοπάτι από ένα σύνολο προϋπολογισμένων μονοπατιών καθένα από τα οποία είναι ικανό να εγγυηθεί την ποιότητα υπηρεσίας που ζητάει η κλήση. Για να το κατορθώσουμε αυτό, χρησιμοποιούμε μερικές από τις επεκτάσεις που έχουν προταθεί για το MPLS και επιπλέον εισάγουμε ένα μηχανισμό για επιλογή μονοπατιού ο οποίος βασίζεται στα συνεπαγόμενα κόστη (implied costs). Τα συνεπαγόμενα κόστη αντανακλούν τόσο την συμμόρφωση που υπάρχει στο δίκτυο όσο και την αλληλεξαρτήσεις που υπάρχουν μεταξύ των διαφόρων ροών που υπάρχουν μέσα στο δίκτυο. Τα διάφορα μέρη της αρχιτεκτονικής που προτάθηκε έχουν υλοποιηθεί στην γλώσσα C.

Από τα αποτελέσματα της πρώτης προσομοίωσης (η οποία αναφέρεται στην περίπτωση κατά την οποία δεν έχουμε μηχανισμό μπλοκαρίσματος και η ανακατανομή των πόρων γίνεται με βάση τα συνεπαγόμενα κόστη και η κυκλοφορία στο δίκτυο είναι φυσιολογική) φαίνεται ότι επιτυγχάνουμε τους στόχους μας στην περίπτωση για την οποία ενδιαφερόμαστε. Γενικά μπορούμε να πούμε ότι για οποιοδήποτε δίκτυο μπορούμε να βρούμε ένα σημείο λειτουργία κατά το οποίο θα επιτυγχάνουμε τους στόχους που έχουμε θέσει όσον αφορά την πιθανότητα μπλοκαρίσματος και θα μεγιστοποιούμε και το κέρδος του δικτύου. Για να αναγκάσουμε το δίκτυο να λειτουργήσει στο σημείο αυτό θα πρέπει να χρεώνουμε τις διάφορες υπηρεσίες κατάλληλα έτσι ώστε να αναγκάσουμε τους χρήστες να προσαρμοστούν στον ρυθμό αφίξεων που θέλουμε.

Επίσης από τα αποτελέσματα της δεύτερης προσομοίωσης (η οποία αναφέρεται στην περίπτωση κατά την οποία δεν έχουμε μηχανισμό μπλοκαρίσματος και η ανακατανομή των πόρων γίνεται με βάση τα συνεπαγόμενα κόστη και η κυκλοφορία στο δίκτυο είναι πολύ μεγάλη) βλέπουμε ότι και στην περίπτωση που το δίκτυο δεν λειτουργεί στο σημείο που θέλουμε αλλά ο φόρτος στο δίκτυο είναι πολύ μεγάλος το σύστημα μας εξακολουθεί να δίνει καλύτερα αποτελέσματα από ό,τι ένα έξυπνο βραχύτερο μονοπάτι. Δεν εξετάζουμε την περίπτωση που έχουμε πολύ μικρό φόρτο στο δίκτυο γιατί αυτή η περίπτωση δεν έχει καθόλου ενδιαφέρον.

Στην τρίτη προσομοίωση εξετάζουμε την περίπτωση κατά την οποία έχουμε πολύ μεγάλο φόρτο στο δίκτυο αλλά και μηχανισμό μπλοκαρίσματος των κλήσεων. Όπως παρατηρούμε και όπως ήταν φυσικό τα αποτελέσματα της τρίτης προσομοίωσης είναι πολύ καλύτερα από τα αποτελέσματα της δεύτερης. Αυτό συμβαίνει εξαιτίας του γεγονότος ότι έχουμε πραγματικό μηχανισμό μπλοκαρίσματος και οι κλήσεις που μπλοκάρουν δεν μπαίνουν στο δίκτυο. Επίσης να σημειώσουμε ότι στην τελευταία περίπτωση (με μηχανισμό μπλοκαρίσματος) όλες οι κλήσεις δεν μπλοκαριστούν έχουν πόρους για να εξυπηρετηθούν.

Ως μελλοντική δουλειά μπορούμε να θεωρήσουμε την επέκταση της αρχιτεκτονικής που προτείνουμε έτσι ώστε να μπορούν να χρησιμοποιηθούν πολλά επίπεδα ιεραρχίας. Επίσης θα κοιτάξουμε πως μπορούμε να χρησιμοποιήσουμε την αρχιτεκτονική μας με μηχανισμούς χρέωσης οι οποίοι καθορίζουν την τιμή δυναμικά, με σκοπό κάθε φορά που ο ρυθμός με τον οποίο φτάνουν οι κλήσεις κάποιας συγκεκριμένη κλάσης δεν είναι ο επιθυμητός να μπορούμε να αναγκάζουμε τους χρήστες να αλλάζουν αυτόν τον ρυθμό με το να αυξάνουμε ή να μειώνουμε την χρέωση στις διάφορες κλάσεις.

Κάθε φορά που αλλάζει η τιμή μια κλάσης θα ξαναυπολογίζονται τα συνεπαγόμενα κόστη και το σύστημα θα πηγαίνει σε νέα κατάσταση ισορροπίας.

Το γενικότερο συμπέρασμα είναι ότι η διαχείριση πόρων σε δίκτυα MPLS είναι δυνατή με χρήση συνεπαγόμενων κοστών. Αυτός ο τρόπος διαχείριση μεγιστοποιεί το κέρδος του δικτύου. Ως ενδιαφέρουσα μελλοντική δουλειά είναι ο συνδυασμό της αρχιτεκτονικής με ένα μηχανισμός CAC. Ένας τέτοιος μηχανισμός μπορεί να είναι το RSVP.

ΑΝΑΦΟΡΕΣ

- [1]. W.C. Lee, M.G. Hluchyj, P.A. Humblet. "Routing Subject to Quality of Service Constraints in Integrated Communication Networks", IEEE Network, July/August 1995.
- [2]. P. Georgatsos, D. Griffin, "A Management System for Load Balancing through Adaptive Routing in Multi-Service ATM Networks", INFOCOM 1996.
- [3]. P. Georgatsos, D. Griffin, "A General Framework for Routing Management in Multi-Service ATM Networks", 5th IFIP/IEEE International Symposium on Integrated Network Management, pp.343-354, 1997.
- [4]. O.Crochat, J. Le Boudec, T. Przygienda. "A Path Selection Method in ATM using Pre-Computation", Technical Report, Laboratoire de Reseaux de Communication, <http://lrcwww.epfl.ch>.
- [5]. J. Le Boudec, T. Przygienda. "A Route Pre-Computation Algorithm for Integrated Services Networks", Technical Report No 95/113, Laboratoire de Reseaux de Communication, <http://lrcwww.epfl.ch>.
- [6]. L. Georgiadis, G. Gikas, M. Chatzaki, S. Sartzetakis, "Cost-effective VPC network design", DRCN'98, Brudge, Belgium, May 1998.
- [7]. M. Chatzaki, and S. Sartzetakis. QoS-Policy based Routing in Public Heterogeneous Broadband Networks. In Proceedings of Interworking'98 Conference, Ottawa, Canada, 6-10 July 1998.
- [8]. R. Guerin et. al., "Setting up Reservations on Explicit Paths using RSVP", draft-guerin-expl-path-rsvp-01.txt.
- [9]. E. Rosen et. al., "Multiprotocol Label Switching Architecture", draft-ietf-mpls-arch-02.txt.
- [10]. L.Andersson et. al, "LDP Specification", draft-ietf-mpls-ldp-02.txt., Nov.98
- [11]. B. Davie et. al., "Use of Label Switching With RSVP", draft-ietf-mpls-rsvp-00.txt. **AND** "Explicit Route Support in MPLS", draft-davie-mpls-explicit-routes-00.txt.
- [12]. D. Awduche et. al. "Requirements for Traffic Engineering over MPLS", draft-ietf-mpls-traffic-Engineering-00.txt., Nov.98
- [13]. R. Guerin et. al., "QoS Routing Mechanisms and OSPF Extensions", draft-guerin-qos-routing-ospf-03.txt.
- [14]. E. Crawl et.al., "A Framework for QoS-based Routing in the Internet". RFC 2386.
- [15]. R. Yavatkar et. al., "A Framework for Policy-based Admission Control", draft-ietf-rap-framework-01.txt, Nov. 1998.
- [16]. S. Blake et. al., "An Architecture for Differentiated Services", draft-ietf-diffserv-arch-02.txt.
- [17]. R. Braden et. al., "Integrated Services in the Internet Architecture: an Overview", RFC 1633.
- [18]. M. Montgomery & G. De Veciana. "Hierarchical Source Routing Through Clouds", INFOCOM 98.
- [19]. F. P. Kelly. "Routing in Circuit-Switched Networks: Optimization, shadow prices and decentralization", Adv. Appl. Prob. 20 112-144, 1988.
- [20]. B. Jamoussi et.al, "Constrained-Based LSP Setup using LDP", draft-jamoussi-mpls-cr-ldp-00.txt, Nov. 98.
- [21]. Q. Ma and P. Steenkite. "On Path Selection for Traffic with Bandwidth Guarantees". In Proceedings of IEEE International Conference on Network Protocols, October 1997.

- [22] Q. Ma and P. Steenkite. "Supporting Dynamic Inter-Class Resource Sharing: A Multi-Class QoS Routing Algorithm.
- [23] V. Syris and C. Courcoubetis. "Measurement and analysis of real network traffic", <http://www.internet2.edu/qos/qbone/>, March 1999.
- [24] C. Courcoubetis, V. A. Syris, and G. D. Stamoulis. "Application of the many sources asymptotic and effective bandwidths to traffic engineering", Telecommunication Systems, to appear, 1999.
- [25] F. P. Kelly. "Notes on effective bandwidths.", In F. P. Kelly, S. Zachary, and I. Zeidins, editors, Stochastic Networks: Theory and Applications, pages 141-168. Oxford University Press, 1996.
- [26] R. Yavatkar, Dimitrios Pendarakis and Roch Guerin, "A Framework for Policy-based Admission Control", internet-draft, 21 November 1997.
- [27] Jim Boyle, Ron Cohen, David Durham, Raju Rajan and Arun Sastry, "The COPS (Common Open Policy Service) Protocol", Internet-draft, February 1999.
- [28] Shai Herzog, "RSVP Extensions for Policy Control", internet-draft October 1998.
- [29] Satyendra Yadav, Ramesh Rabbati, Peter Ford and Shai Herzog "User Identify Representation for RSVP", internet-draft, 13 september 1998.
- [30] Bruce Davie, Steve Casner, Carol Iturralde, David Oran, John Wroclawski," Integrated Services in the Presence of Compressible Flows", internet-draft, February 1999.
- [31] F. Baker, J. Krawczyk and A. Sastry " Integrated Services Management Information Base using SMIPv2", RFC2213, September 1997
- [32] F. Baker, J. Krawczyk and A. Sastry " Integrated Services Management Information Base Guaranteed Service Extensions using SMIPv2", RFC2214, September 1997
- [33] S. Shenker, J. Wroclawski "General Characterization Parameters for Integrated Service Network Elements", RFC 2215, September 1997.
- [34] J. Wroclawski, "The Use of RSVP with IETF Integrated Services",RFC 2210, September 1997.
- [35] J. Wroclawski, "Specification of the Controlled-Load Network Element Service", RFC 2211, September 1997.
- [36] S. Shenker, C. Partridge, "Specification of Guaranteed Quality of Service", RFC 2212, September 1997.
- [37] Yoram Bernet, Steven Blake, Mark Carlson, Srinivasan Keshav, Elwyn Davies, Borje Ohlman, Dinesh Verma, Zheng Wang, Walter Weiss, " A Framework for Differentiated Services", internet-draft, February, 1999.
- [38] Kathleen Nichols, Brian Carpenter, "Format for Diffserv Working Group Traffic Conditioner Drafts", internet draft, February, 1999.
- [39] K. Nichols, S. Blake, F. Baker, "Definition of the Differentiated Services Field (DS Field) in the IPv4 and IPv6 Headers", RFC 2474, December 1998.
- [40] S. Blake, D. Black, M. Carlson, E. Davies, Z. Wang , W. Weiss, "An Architecture for Differentiated Services", RFC 2475, December 1998.
- [41] V. Jacobson, K. Nichols and K. Posuri, "An Expedited Forwarding PHB", RFC2598, June 1999.
- [42] J. Heinanen, F. Baker, W. Weiss and J. Wroclawski," Assured Forwarding PHB Group", June 1999.
- [43] Magda Chatzaki, Stelios Sartzetakis, Nikos Papadakis and Costas Courcoubetis, "Resource Allocation in Multiservice MPLS", IWQoS London, June 1999.

ΠΑΡΑΡΤΗΜΑ Α

Ρυθμός (κλήσεις/sec/node)	Χρόνος	Χρόνος μεταξύ δύο διαδοχικών LSA	Βίντεο/Φωνή
0.4 - 1.5 – 6	0.008704	14.295401	1/10

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	9412	0	100	0
SC1	19947	9267	69	31
SC2	42245	23413	65	35

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	9412	0	100	0
SC1	17928	11246	60	40
SC2	36707	28951	56	44

(1)

Ρυθμός (κλήσεις/sec/node)	Χρόνος	Χρόνος μεταξύ δύο διαδοχικών LSA	Βίντεο/Φωνή
0.4 - 1.5 – 6	0.008241	13.99	1/15

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	9412	0	100	0
SC1	23317	4507	84	16
SC2	41572	23086	65	35

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	9412	0	100	0
SC1	21650	8558	60	28.3
SC2	36707	28951	56	44

(2)

Ρυθμός (κλήσεις/sec/node)	Χρόνος	Χρόνος μεταξύ δύο διαδοχικών LSA	Βίντεο/Φωνή
0.6 – 2 – 8	0.008519	11.58	1/10

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	14758	1476	91.02	8.98
SC1	21346	16418	57	43
SC2	44687	41969	51.6	48.4

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	13488	2746	83	17
SC1	18989	18845	50.2	49.8
SC2	38137	48519	44	56

(3)

Ρυθμός (κλήσεις/sec/node)	Χρόνος	Χρόνος μεταξύ δύο διαδοχικών LSA	Βίντεο/Φωνή
0.6 - 2 - 8	0.008333	12	1-15

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	15892	342	97.9	2.1
SC1	24952	12882	66	34
SC2	43867	42789	50.7	49.3

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	15113	1121	93	7
SC1	21751	16083	57.5	42.5
SC2	38137	48519	44	56

(4)

Ρυθμός (κλήσεις/sec/node)	Χρόνος	Χρόνος μεταξύ δύο διαδοχικών LSA	Βίντεο/Φωνή
0.4-2.5-9	0.0087	11.72	1-15

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	10479	0	100	0
SC1	26358	21870	54.7	45.3
SC2	45741	51609	47	53

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	10479	0	100	0
SC1	22377	25851	46.5	53.5
SC2	38328	59022	39.4	60.4

(5)

Ρυθμός (κλήσεις/sec/node)	Χρόνος	Χρόνος μεταξύ δύο διαδοχικών LSA	Βίντεο/Φωνή
0.6 - 1.2 - 7	0.00916	13	1-10

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	14332	546	96.4	3.6
SC1	19038	5949	76.2	23.8
SC2	42045	34116	55.2	44.8

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	13314	1564	89.5	10.5
SC1	17402	7585	69.7	30.3
SC2	37231	38930	48.9	51.1

(6)

a. τα αποτελέσματα για την τοπολογία του 5 (a) με συνδέσμους 155Mbps

Ρυθμός (κλήσεις/sec/node)	Χρόνος	Χρόνος μεταξύ δύο διαδοχικών LSA	Βίντεο/Φωνή
1-5-30	0.0294	17.36	1-10

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	20890	0	100	0
SC1	54430	0	100	0
SC2	188899	134651	58.4	41.6

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	20890	0	100	0
SC1	54320	110	99.8	0.2
SC2	155993	167557	48.2	51.8

(1)

Ρυθμός (κλήσεις/sec/node)	Χρόνος	Χρόνος μεταξύ δύο διαδοχικών LSA	Βίντεο/Φωνή
1-5-30	0.029	15.7	1-15

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	20890	0	100	0
SC1	54430	0	100	0
SC2	209414	114136	65	35

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	20890	0	100	0
SC1	54430	0	100	0
SC2	155993	167557	48.2	51.8

(2)

Ρυθμός (κλήσεις/sec/node)	Χρόνος	Χρόνος μεταξύ δύο διαδοχικών LSA	Βίντεο/Φωνή
3 - 9 - 35	0.03	13.23	1-10

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	55705	0	100	0
SC1	81501	16066	83.6	16.4
SC2	181780	197298	48	52

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	55062	643	98.8	1.2
SC1	73817	23750	75.6	24.4
SC2	158786	220292	41.8	58.2

(3)

Ρυθμός (κλήσεις/sec/node)	Χρόνος	Χρόνος μεταξύ δύο διαδοχικών LSA	Βίντεο/Φωνή
3 - 9 -35	0.03	14.9	1-15

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	55705	0	100	0
SC1	88298	9269	90.5	9.5
SC2	181934	197144	48	52

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	55705	0	100	0
SC1	82179	15388	84	16
SC2	158786	220292	41.8	58.2

(4)

Ρυθμός (κλήσεις/sec/node)	Χρόνος	Χρόνος μεταξύ δύο διαδοχικών LSA	Βίντεο/Φωνή
6 - 12 -45	0.0304	10.75	1-10

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	63460	1797	97.3	2.7
SC1	88275	41437	68.1	31.9
SC2	190759	296335	39.2	60.8

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	60957	4300	93.4	6.6
SC1	78997	50715	61	39
SC2	160658	326436	32.9	67.1

(5)

Ρυθμός (κλήσεις/sec/node)	Χρόνος	Χρόνος μεταξύ δύο διαδοχικών LSA	Βίντεο/Φωνή
6 - 12 - 45	0.029	11.27	1-15

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	65257	0	100	0
SC1	99425	30287	76.7	23.3
SC2	189048	298046	38.9	61.1

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	64323	934	98.5	1.5
SC1	89721	39991	69.2	30.8
SC2	160658	326436	32.9	67.1

(6)

Ρυθμός (κλήσεις/sec/node)	Χρόνος	Χρόνος μεταξύ δύο διαδοχικών LSA	Βίντεο/Φωνή
8 - 15 - 50	0.0304	9.2	1-15

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	81543	5114	93.1	5.9
SC1	104984	56417	65.1	34.9
SC2	192327	348677	33.6	64.4

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	76275	10382	88	12
SC1	93249	68152	57.7	42.3
SC2	161968	379036	29.9	70.1

(7)

b. Τα αποτελέσματα για την τοπολογία του 5 (a) με συνδέσμους 622Mbps

Ρυθμός (κλήσεις/sec/node)	Χρόνος	Χρόνος μεταξύ δύο διαδοχικών LSA	Βίντεο/Φωνή
0.2 - 0.6 - 3 0.6 - 1.8 - 9	0.035	11.2	1-10

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	6041	0	100	0
SC1	13573	2619	83.8	16.2
SC2	36436	34732	51.2	48.8

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	5424	617	89.8	10.2
SC1	11781	4411	62.7	27.3
SC2	32203	38965	45.2	54.8

(1)

Ρυθμός (κλήσεις/sec/node)	Χρόνος	Χρόνος μεταξύ δύο διαδοχικών LSA	Βίντεο/Φωνή
0.2 - 0.6 - 3 0.6 - 1.8 - 9	0.034	12.08	1-15

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	6041	0	100	0
SC1	14816	1376	91.5	8.5
SC2	36794	34374	51.8	48.2

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	5707	334	94.5	5.5
SC1	13160	3032	81.3	18.7
SC2	32203	38965	45.2	54.8

(2)

Ρυθμός (κλήσεις/sec/node)	Χρόνος	Χρόνος μεταξύ δύο διαδοχικών LSA	Βίντεο/Φωνή
0.3 - 1 - 4 0.5 - 1 - 9	0.0357	10.4	1-10

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	5843	82	98.6	1.4
SC1	14944	6191	69.7	29.3
SC2	37091	40013	48.1	51.9

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	5277	648	89	11
SC1	12684	8451	60	40
SC2	31596	45508	41	59

(3)

Ρυθμός (κλήσεις/sec/node)	Χρόνος	Χρόνος μεταξύ δύο διαδοχικών LSA	Βίντεο/Φωνή
0.3 - 1 - 4 0.5 - 1 - 9	0.0357	10.4	1-15

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	5922	3	98.6	0.0005
SC1	16978	4157	80.4	19.6
SC2	37216	39888	48.3	51.7

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	5564	361	93.9	6.1
SC1	14059	7076	66.5	33.5
SC2	31596	45508	41	59

(4)

c. Τα αποτελέσματα για την τοπολογία του 5 (b).

Ρυθμός (κλήσεις/sec/node)	Χρόνος	Χρόνος μεταξύ δύο διαδοχικών LSA	Βίντεο/Φωνή
0.4 - 1.5 - 6	0.0044	12.7	1-15

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	4103	0	100	0
SC1	12214	1794	87.2	12.8
SC2	22060	11268	66.2	33.8

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	4103	0	100	0
SC1	11684	2324	83.4	16.6
SC2	20552	12776	61.6	38.4

(1)

Ρυθμός (κλήσεις/sec/node)	Χρόνος	Χρόνος μεταξύ δύο διαδοχικών LSA	Βίντεο/Φωνή
0.4 - 1.5 - 6	0.0046	12.1	1-10

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	4103	0	100	0
SC1	10954	3054	78.2	21.8
SC2	22225	11103	66.7	33.3

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	4103	0	100	0
SC1	10287	3721	73.4	16.7
SC2	20552	12776	61.6	38.4

(2)

Ρυθμός (κλήσεις/sec/node)	Χρόνος	Χρόνος μεταξύ δύο διαδοχικών LSA	Βίντεο/Φωνή
0.6 - 2 - 8	0.0044	10.28	1-10

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	7275	28	99.6	0.4
SC1	11689	8508	58	42
SC2	24048	19623	55.1	44.9

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	7183	120	98.3	1.7
SC1	10810	9387	53.5	46.5
SC2	21577	22094	49.4	50.6

(3)

Ρυθμός (κλήσεις/sec/node)	Χρόνος	Χρόνος μεταξύ δύο διαδοχικών LSA	Βίντεο/Φωνή
0.6 - 2 - 8	0.04630	9.6	1-15

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	7303	0	100	0
SC1	13135	7062	65	35
SC2	23664	20007	54.2	45.8

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	7303	0	100	0
SC1	12338	7859	61	39
SC2	21577	22094	49.4	50.6

(4)

Ρυθμός (κλήσεις/sec/node)	Χρόνος	Χρόνος μεταξύ δύο διαδοχικών LSA	Βίντεο/Φωνή
0.4 - 2.5 - 9	0.00463	9.65	1-15

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	4913	0	100	0
SC1	15136	9411	61.7	38.3
SC2	24380	24735	49.7	50.3

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	4913	0	100	0
SC1	12918	11629	52.6	47.4
SC2	22067	27048	45	55

(5)

Ρυθμός (κλήσεις/sec/node)	Χρόνος	Χρόνος μεταξύ δύο διαδοχικών LSA	Βίντεο/Φωνή
0.4 - 2 - 9	0.00444	9	1-10

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	7303	0	100	0
SC1	13049	11498	53.2	46.8
SC2	24330	24785	49.6	50.4

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	7303	0	100	0
SC1	11097	13450	45.2	54.8
SC2	22067	27048	45	55

(6)

d. Τα αποτελέσματα για την τοπολογία του 5 (c).

Σχήμα 9. Τα αποτελέσματα της δεύτερης προσομοίωσης

ΠΑΡΑΡΤΗΜΑ Β

Ρυθμός (κλήσεις/sec/node)	Χρόνος	Χρόνος μεταξύ δύο διαδοχικών LSA	Βίντεο/Φωνή
0.4 - 1.5 – 6	0.012304	12.401	1/10

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	9412	0	100	0
SC1	26200	2974	90%	10%
SC2	52001	13657	80%	20%

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	9412	0	100	0
SC1	25448	3726	87%	13%
SC2	50116	25492	76%	24%

(1)

Ρυθμός (κλήσεις/sec/node)	Χρόνος	Χρόνος μεταξύ δύο διαδοχικών LSA	Βίντεο/Φωνή
0.4 - 1.5 – 6	0.008241	11	1/15

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	9412	0	100	0
SC1	27155	2019	93%	7%
SC2	51992	13660	80%	20%

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	9412	0	100	0
SC1	26787	2387	91%	9%
SC2	50165	14493	76%	24%

(2)

Ρυθμός (κλήσεις/sec/node)	Χρόνος	Χρόνος μεταξύ δύο διαδοχικών LSA	Βίντεο/Φωνή
0.6 - 2 – 8	0.017519	10.8	1/10

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	15827	407	98	2
SC1	33010	4824	87	13
SC2	62094	24562	73	27

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	15643	591	97	3
SC1	32305	5329	84	16
SC2	61727	24929	71	29

(3)

Ρυθμός (κλήσεις/sec/node)	Χρόνος	Χρόνος μεταξύ δύο διαδοχικών LSA	Βίντεο/Φωνή
0.6 - 2 - 8	0.020333	9.8	1-15

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	16130	104	99.5	0.5
SC1	33419	4415	90	10
SC2	62128	24528	73	27

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	15985	249	99	1
SC1	32417	5607	85	15
SC2	61733	24523	73	27

(4)

Ρυθμός (κλήσεις/sec/node)	Χρόνος	Χρόνος μεταξύ δύο διαδοχικών LSA	Βίντεο/Φωνή
0.4-2.5-9	0.0157	12.2	1-15

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	10479	0	100	0
SC1	39084	6283	85.5	14.5
SC2	66918	30432	70	30

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	10479	0	100	0
SC1	38019	7348	83.5	16.5
SC2	66752	30598	69	31

(5)

Ρυθμός (κλήσεις/sec/node)	Χρόνος	Χρόνος μεταξύ δύο διαδοχικών LSA	Βίντεο/Φωνή
0.6 - 1.2 - 7	0.0146	13.7	1-10

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	14652	226	99	1
SC1	23146	1841	93	7
SC2	57652	129109	76	24

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	14567	311	97	3
SC1	22216	2771	88	12
SC2	56383	19778	75	25

(6)

a. τα αποτελέσματα για την τοπολογία του 5 (a) με συνδέσμους 155Mbits

Ρυθμός (κλήσεις/sec/node)	Χρόνος	Χρόνος μεταξύ δύο διαδοχικών LSA	Βίντεο/Φωνή
1-5-30	0.0294	17.36	1-10

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	20890	0	100	0
SC1	54430	0	100	0
SC2	243736	79814	75	25

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	20890	0	100	0
SC1	54430	0	100	0
SC2	238073	85477	73	27

(1)

Ρυθμός (κλήσεις/sec/node)	Χρόνος	Χρόνος μεταξύ δύο διαδοχικών LSA	Βίντεο/Φωνή
1-5-30	0.028	15.7	1-15

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	20890	0	100	0
SC1	54430	0	100	0
SC2	258011	65539	80	20

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	20890	0	100	0
SC1	54430	0	100	0
SC2	238081	85469	73	27

(2)

Ρυθμός (κλήσεις/sec/node)	Χρόνος	Χρόνος μεταξύ δύο διαδοχικών LSA	Βίντεο/Φωνή
3 - 9 - 35	0.035	11.3	1-10

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	55705	0	100	0
SC1	92673	4894	95	5
SC2	266767	112311	80	20

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	55540	165	99	1
SC1	91512	6055	93	7
SC2	265433	113645	71	29

(3)

Ρυθμός (κλήσεις/sec/node)	Χρόνος	Χρόνος μεταξύ δύο διαδοχικών LSA	Βίντεο/Φωνή
3 - 9 -35	0.032	10.9	1-15

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	55705	0	100	0
SC1	94410	3157	97	3
SC2	266767	112311	80	20

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	55705	0	100	0
SC1	92980	4587	95	5
SC2	265435	113643	71	29

(4)

Ρυθμός (κλήσεις/sec/node)	Χρόνος	Χρόνος μεταξύ δύο διαδοχικών LSA	Βίντεο/Φωνή
6 - 12 -45	0.039	8.95	1-10

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	64809	448		
SC1	117972	11740	91	1
SC2	314509	172985		

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	64809	448		
SC1	117503	12152	90	10
SC2	314318	172776	65	35

(5)

Ρυθμός (κλήσεις/sec/node)	Χρόνος	Χρόνος μεταξύ δύο διαδοχικών LSA	Βίντεο/Φωνή
6 - 12 - 45	0.0349	10.7	1-15

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	65257	0	100	0
SC1	119487	10225	93	7
SC2	3131522	173572	64	36

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	65001	156	99	1
SC1	118063	11649	91	9
SC2	314309	172785	65	35

(6)

Ρυθμός (κλήσεις/sec/node)	Χρόνος	Χρόνος μεταξύ δύο διαδοχικών LSA	Βίντεο/Φωνή
8 - 15 - 50	0.04	7.8	1-15

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	85029	1628	99	1
SC1	142604	18797	89	11
SC2	336270	209734	62	38

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	83793	2864	97	3
SC1	141509	19892	87	13
SC2	338691	202313	63	37

(7)

b. Τα αποτελέσματα για την τοπολογία του 5 (a) με συνδέσμους 622Mbps

Ρυθμός (κλήσεις/sec/node)	Χρόνος	Χρόνος μεταξύ δύο διαδοχικών LSA	Βίντεο/Φωνή
0.2 - 0.6 - 3 0.6 - 1.8 - 9	0.035	11.3	1-10

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	6041	0	100	0
SC1	15186	1006	94	6
SC2	52248	18920	74	26

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	6041	0	100	0
SC1	14075	2117	86	14
SC2	50750	19428	72	28

(1)

Ρυθμός (κλήσεις/sec/node)	Χρόνος	Χρόνος μεταξύ δύο διαδοχικών LSA	Βίντεο/Φωνή
0.2 - 0.6 - 3 0.6 - 1.8 - 9	0.04	10	1-15

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	6041	0	100	0
SC1	15478	714	96	4
SC2	52805	18363	75	25

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	6041	0	100	0
SC1	14816	1376	91.5	8.5
SC2	46794	24374	67	33

(2)

Ρυθμός (κλήσεις/sec/node)	Χρόνος	Χρόνος μεταξύ δύο διαδοχικών LSA	Βίντεο/Φωνή
0.3 - 1 - 4 0.5 - 1 - 9	0.047	11.3	1-10

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	5722	203	97	3
SC1	17665	2204	89	11
SC2	55592	21930	72	28

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	5500	425	92	8
SC1	16944	4191	79.7	20.3
SC2	54492	23030	70	30

(3)

Ρυθμός (κλήσεις/sec/node)	Χρόνος	Χρόνος μεταξύ δύο διαδοχικών LSA	Βίντεο/Φωνή
0.3 - 1 - 4 0.5 - 1 - 9	0.035	11.4	1-15

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	5985	21	99.5	0.5
SC1	18066	1803	91	9
SC2	55587	21935	72	28

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	5922	84	98	2
SC1	16978	4157	80.4	19.6
SC2	54007	23015	70	30

(4)

c. Τα αποτελέσματα για την τοπολογία του 5 (b).

Ρυθμός (κλήσεις/sec/node)	Χρόνος	Χρόνος μεταξύ δύο διαδοχικών LSA	Βίντεο/Φωνή
0.4 - 1.5 - 6	0.006	13.7	1-15

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	4103	0	100	0
SC1	12814	194	99	1
SC2	27118	6210	82	18

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	4103	0	100	0
SC1	12604	404	97	3
SC2	24060	9268	72	28

(1)

Ρυθμός (κλήσεις/sec/node)	Χρόνος	Χρόνος μεταξύ δύο διαδοχικών LSA	Βίντεο/Φωνή
0.4 - 1.5 - 6	0.0048	11.8	1-10

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	4103	0	100	0
SC1	12823	1185	92	8
SC2	27124	6204	82	18

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	4103	0	100	0
SC1	12653	1355	90.5	9.5
SC2	26925	6403	79	21

(2)

Ρυθμός (κλήσεις/sec/node)	Χρόνος	Χρόνος μεταξύ δύο διαδοχικών LSA	Βίντεο/Φωνή
0.6 - 2 - 8	0.0052	9.7	1-10

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	7297	6	99.8	0.2
SC1	17351	2846	86	14
SC2	32369	11302	75	25

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	7215	88	98	2
SC1	17052	3145	84	16
SC2	32009	11662	73	27

(3)

Ρυθμός (κλήσεις/sec/node)	Χρόνος	Χρόνος μεταξύ δύο διαδοχικών LSA	Βίντεο/Φωνή
0.6 - 2 - 8	0.0530	10	1-15

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	7303	0	100	0
SC1	17201	2296	89	11
SC2	32373	11298	75	25

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	7303	0	100	0
SC1	17277	2915	85	15
SC2	32011	11660	73	27

(4)

Ρυθμός (κλήσεις/sec/node)	Χρόνος	Χρόνος μεταξύ δύο διαδοχικών LSA	Βίντεο/Φωνή
0.4 - 2.5 - 9	0.00463	9.65	1-15

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	4913	0	100	0
SC1	20136	4411	83	17
SC2	34380	14735	70	30

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	4913	0	100	0
SC1	19936	4611	81	19
SC2	34070	14945	69	31

(5)

Ρυθμός (κλήσεις/sec/node)	Χρόνος	Χρόνος μεταξύ δύο διαδοχικών LSA	Βίντεο/Φωνή
0.4 - 2 - 9	0.00494	8.1	1-10

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	7303	0	100	0
SC1	20049	4498	82	18
SC2	35330	13785	72	28

Κλάση Υπηρεσίας	Αποδοχές	Απορίψεις	Αποδοχές (%)	Απορίψεις (%)
SC0	7303	0	100	0
SC1	19545	6002	76	24
SC2	34840	14275	70	30

(6)

d. Τα αποτελέσματα για την τοπολογία του 5 (c).

Σχήμα 10. Τα αποτελέσματα της τρίτης προσομοίωσης

