

ΠΑΝΕΠΙΣΤΗΜΙΟ ΚΡΗΤΗΣ  
ΣΧΟΛΗ ΘΕΤΙΚΩΝ ΕΠΙΣΤΗΜΩΝ  
ΤΜΗΜΑ ΕΠΙΣΤΗΜΗΣ ΥΠΟΛΟΓΙΣΤΩΝ

**Δρομολόγηση Ροών και Διαχείριση Πόρων σε Δίκτυα MPLS που  
Υποστηρίζουν Πολλαπλές Κλάσεις Υπηρεσίας**

Γρηγόριος Γ. Γκίκας

Μεταπτυχιακή Εργασία

Ηράκλειο, Νοέμβριος 2000



Πανεπιστήμιο Κρήτης  
Σχολή Θετικών Επιστημών  
Τμήμα Επιστήμης Υπολογιστών

## **Δρομολόγηση Ροών και Διαχείριση Πόρων σε Δίκτυα MPLS που Υποστηρίζουν Πολλαπλές Κλάσεις Υπηρεσίας**

Εργασία που υποβλήθηκε από τον  
Γρηγόριο Γ. Γκίκα  
ως μερική εκπλήρωση των απαιτήσεων για την απόκτηση  
ΜΕΤΑΠΤΥΧΙΑΚΟΥ ΔΙΠΛΩΜΑΤΟΣ ΕΙΔΙΚΕΥΣΗΣ

Συγγραφέας:

---

Γρηγόριος Γ. Γκίκας  
Τμήμα Επιστήμης Υπολογιστών  
Πανεπιστήμιο Κρήτης

Εισηγητική Επιτροπή:

---

Γεώργιος Δ. Σταμούλης,  
Επίκουρος Καθηγητής, Επόπτης

---

Απόστολος Τραγανίτης,  
Αναπληρωτής Καθηγητής, Μέλος

---

Αικατερίνη Χούστη,  
Καθηγήτρια, Μέλος

---

Στέλιος Σαρτζετάκης,  
Ερευνητής ΙΙ, Επιβλέπων  
Δεκτή:

---

Πάνος Κωνσταντόπουλος, Καθηγητής  
Πρόεδρος Επιτροπής Μεταπτυχιακών Σπουδών

Ηράκλειο, Νοέμβριος 2000



*Στη μνήμη του Κώστα Παπαδομανωλάκη (1976-2000)*

*... φίλε, μας άφησες πολύ νωρίς*



# Δρομολόγηση Ροών και Διαχείριση Πόρων σε Δίκτυα MPLS που Υποστηρίζουν Πολλαπλές Κλάσεις Υπηρεσίας

Γρηγόριος Γ. Γκίκας

Μεταπτυχιακή εργασία

Τμήμα Επιστήμης Υπολογιστών  
Πανεπιστήμιο Κρήτης

## Περίληψη

Το Internet, με τον τρόπο που λειτουργεί σήμερα, παρέχει μια μόνο κλάση υπηρεσίας, τη best effort, που δεν παρέχει εγγυήσεις στην κυκλοφορία, ως προς την καθυστέρηση, τις απώλειες των πακέτων ή το εύρος ζώνης που χρησιμοποιείται. Παράλληλα, παρατηρείται μια ραγδαία ανάπτυξη νέων εφαρμογών, όπως η μετάδοση video πραγματικού χρόνου και η τηλεφωνία Internet, των οποίων η αποδοτική λειτουργία, απαιτεί εγγυήσεις Ποιότητας Υπηρεσίας. Οι παροχείς διαδικτυακών υπηρεσιών, επιθυμούν την υποστήριξη μηχανισμών διαχείρισης κυκλοφορίας και πόρων από τα δίκτυα τους. Με τον τρόπο αυτό, θα επιτύχουν να υποστηρίξουν εφαρμογές με απαιτήσεις Ποιότητας Υπηρεσίας και να τις χρεώσουν ανάλογα.

Η παρούσα εργασία, ασχολείται με το πρόβλημα της δρομολόγησης ροών και της διαχείρισης πόρων σε δίκτυα MPLS (MultiProtocol Label Switching). Το MPLS είναι μια τεχνική μεταγωγής που βασίζεται σε ετικέτες, η οποία μπορεί να εφαρμοσθεί για την εξυπηρέτηση κίνησης διαφόρων πρωτοκόλλων επιπέδου δικτύου, μεταξύ των οποίων και το IP. Τα δίκτυα MPLS που εξετάζουμε θεωρούμε ότι υποστηρίζουν κάποιο πλήθος διαφορετικών κλάσεων υπηρεσίας. Οι ροές οι οποίες εισέρχονται στο δίκτυο ανήκουν σε κάποια από τις παρεχόμενες κλάσεις υπηρεσίας και μπορεί να έχουν διαφορετικές απαιτήσεις εύρους ζώνης ή/και καθυστέρησης. Συνεπώς, πρέπει να υποστηρίζονται μηχανισμοί οι οποίοι θα ελέγχουν τους πόρους που δεσμεύονται για τις κλάσεις υπηρεσίας, ώστε να διασφαλίζεται η Ποιότητα Υπηρεσίας που πρέπει να παρέχει κάθε κλάση. Ταυτόχρονα, οι ροές πρέπει να δρομολογούνται κατάλληλα ώστε να βελτιστοποιείται η λειτουργία και η απόδοση του δικτύου, καθώς και να αποφεύγονται φαινόμενα κατά τα οποία κάποια τμήματα του δικτύου παρουσιάζουν συμφόρηση, ενώ άλλα υποχρησιμοποιούνται.

Στα πλαίσια της εργασίας αυτής, σχεδιάστηκε η αρχιτεκτονική ενός συστήματος που παρέχει μηχανισμούς δρομολόγησης ροών και διαχείρισης πόρων σε δίκτυα MPLS. Για την υποστήριξη διαφορετικών κλάσεων υπηρεσίας, επιλέχθηκε η αρχιτεκτονική των Differentiated Services πάνω από δίκτυα MPLS και προσδιορίστηκε μια μέθοδος ορισμού κλάσεων υπηρεσίας, με βάση αυτήν την αρχιτεκτονική. Αρχικά, μελετήθηκε η χρήση της θεωρίας των συνεπαγόμενων κοστών, για τη δρομολόγηση των ροών και τη λήψη αποφάσεων σχετικά με καταμερισμό των πόρων μεταξύ των διαφόρων κλάσεων. Η θεωρία αυτή ασχολείται με

δρομολόγηση κλήσεων και δέσμευσης πόρων σε δίκτυα μεταγωγής κυκλώματος (circuit-switched). Τα βασικά χαρακτηριστικά των δικτύων μεταγωγής κυκλώματος παρουσιάζουν διαφορές σε σχέση με τα αντίστοιχα χαρακτηριστικά των δικτύων που εξετάζουμε. Για το λόγο αυτό, ήταν απαραίτητη η κατάλληλη τροποποίηση και προσαρμογή της θεωρίας, ώστε να μπορεί να εφαρμοσθεί σε δίκτυα MPLS που υποστηρίζουν πολλές κλάσεις υπηρεσίας.

Το σύστημα το οποίο σχεδιάστηκε με σκοπό τη δρομολόγηση ροών και τη δυναμική διαχείριση πόρων, υλοποιήθηκε σε ένα πραγματικό δίκτυο MPLS. Παράλληλα σχεδιάστηκαν και υλοποιήθηκαν δύο άλλα συστήματα διαχείρισης πόρων και δρομολόγησης ροών, τα οποία χρησιμοποιούν προσεγγίσεις απλούστερες σε σχέση με τα συνεπαγόμενα κόστη, για την αλγοριθμική υποστήριξη των λειτουργιών τους. Συγκεκριμένα, η πρώτη προσέγγιση υποστηρίζει δυναμική διαχείριση πόρων, αλλά η δρομολόγηση των ροών πραγματοποιείται βάσει ανακοινώσεων των διαθέσιμων πόρων κάθε μονοπατιού. Η δεύτερη προσέγγιση κάνει χρήση εκτιμήσεων της μέσης κυκλοφορίας ανά κλάση σε κάθε μονοπάτι για τη δέσμευση πόρων στους διάφορους συνδέσμους. Οι πόροι που δεσμεύονται ανά κλάση σε κάθε σύνδεσμο δεν μεταβάλλονται κατά τη διάρκεια της λειτουργίας του δικτύου. Στη συνέχεια, οι ροές που καταφθάνουν δρομολογούνται κατάλληλα, ώστε το μέγεθος της κίνησης ανά μονοπάτι να συγκλίνει προς την εκτιμώμενη μέση κυκλοφορία, βάσει της οποίας πραγματοποιήθηκαν οι δεσμεύσεις πόρων. Πραγματοποιήθηκαν διάφορα πειράματα, για την αποτίμηση και την σύγκριση των συστημάτων. Τα κριτήρια αξιολόγησης των συστημάτων ήταν η διασφάλιση της ποιότητας υπηρεσίας των κλάσεων, καθώς και τα έσοδα που αποφέρει η χρήση τους στον παροχέα δικτύου. Για τον υπολογισμό των εσόδων, ορίστηκε μια μέθοδος χρέωσης των ροών βάσει της κλάσης υπηρεσίας και των απαιτήσεων σε εύρος ζώνης κάθε ροής. Τα αποτελέσματα των πειραμάτων, απέδειξαν την αναγκαιότητα χρήσης δυναμικών μηχανισμών διαχείρισης πόρων για τη διασφάλιση της ποιότητας υπηρεσίας των κλάσεων. Συγκεκριμένα, τα δύο δυναμικά συστήματα ήταν πιο αποδοτικά από το στατικό. Σημειωτέον ότι, τα δύο συστήματα αυτά, δηλαδή το σύστημα που βασίζεται στο συνεπαγόμενο κόστος και το σύστημα που βασίζεται στις ανακοινώσεις των διαθέσιμων πόρων, δεν παρουσίασαν ουσιαστικές διαφορές όσον αφορά την αποδοτικότητα τους, αν και το δεύτερο είναι πολύ απλούστερο στην υλοποίηση. Τέλος, για τη δημιουργία κυκλοφορίας κατά τη διάρκεια των πειραμάτων, υλοποιήθηκε μια γεννήτρια κίνησης. Μέσω της γεννήτριας, δημιουργήθηκαν πηγές διαφόρου ρυθμού μετάδοσης, οι οποίες προσομοίωσαν διαφορετικές δικτυακές εφαρμογές.

Επόπτης:

Γεώργιος Δ. Σταμούλης  
Επίκουρος Καθηγητής  
Τμήμα Επιστήμης Υπολογιστών  
Πανεπιστήμιο Κρήτης

Επιβλέπων:

Στέλιος Σαρτζετάκης  
Ερευνητής Ι.Π. – Ι.Τ.Ε



# **Routing and Resource Management in Multiservice MPLS Networks**

Gregory G. Gikas

Master Of Science Thesis

Computer Science Department  
University Of Crete

## **Abstract**

The traditional Internet provides only the best effort class of service, with no guarantees in terms of packet loss, delay or bandwidth. On the other hand, recently new applications, such as real-time video or Internet telephony, with Quality of Service (QoS) requirements have been developed rapidly. Furthermore, Internet Service Providers, require that their networks provide traffic engineering and resource management capabilities, in order to be able to support and charge applications demanding QoS.

This Master's thesis deals with the problem of routing flows and managing resources in MPLS (MultiProtocol Label Switching) networks. MPLS is a label switching technique that is applicable to various kinds of networks, including IP-based networks. We assume that the MPLS network studied is capable of supporting a number of different classes of service. Incoming flows belong to one of the supported classes and can have different bandwidth requirements. Also, flows should be routed in a manner that optimizes network performance, while situations where some parts of the network are congested and some others are underutilized should be avoided. It is important for the network to support mechanisms that control the resources allocated to classes, in order to guarantee the QoS that each class is supposed to provide.

We designed a system's architecture that provides mechanisms for traffic engineering and resource management in MPLS networks. For the support of different classes of service, the Differentiated Services (DiffServ) architecture was adopted. We introduced a method for defining DiffServ classes of service and their respective quality. We first studied the use of implied costs theory in routing and resource sharing among the supported classes. This theory deals with the problem of routing calls and allocation resources in circuit-switched networks, which have significant differences from the type of networks that we study. Thus, it was necessary to modify and adjust the implied cost theory in order to be applied to MPLS networks.

The system that we designed for routing and dynamic resource management was implemented in an actual MPLS network. Two additional systems were developed and implemented. These systems use simpler algorithmic approaches in order to perform flow

routing and resource management. The first system supports dynamic resource management and performs route selection based on advertisements of the available resources of each path. The second system uses estimates of the mean traffic per class on each path in order to compute the resources that should be allocated. The resource allocation is performed statically, i.e. resources are not dynamically reallocated during the operation of the network. Incoming flows are routed so that the amount of actual traffic carried by a path converges to the estimated mean traffic. We conducted a number of experiments in order to evaluate each system. In particular, the evaluation was based on the degree of assurance of the QoS provided by each class and on the revenues acquired by the network provider in each case. In order to compute the provider's revenue, we defined a method for charging flows based on the class of service and the bandwidth requirements of each flow. The experimental results revealed the need for dynamic resource management mechanisms for assuring the QoS provided by each class. In particular, the two dynamic systems outperformed the static one. Regarding the comparison of the two dynamic systems, i.e. the system based on implied costs and the one based on available resources advertisements, their effectiveness was seen to be similar, although the latter was considerably simpler to implement. For the purposes of the experiments, a traffic generator was implemented to generate the traffic that was inserted in the network during the experiments. Flows with different transmission rates were used to emulate a number of different network applications.

Tutor:

Georgios D. Stamoulis  
Assistant Professor  
Computer Science Department  
University Of Crete

Supervisor:

Stelios Sartzetakis  
Associate Researcher  
I.C.S – F.O.R.T.H.

## Ευχαριστίες

Στο σημείο αυτό, θα ήθελα να ευχαριστήσω θερμά τον επιβλέποντα της παρούσας εργασίας κ. Στέλιο Σαρτζετάκη καθώς και τον επόπτη καθηγητή μου κ. Γεώργιο Δ. Σταμούλη για την πολύτιμη βοήθεια και καθοδήγηση που μου παρείχαν σε όλη διάρκεια της εργασίας.

Θέλω επίσης να ευχαριστήσω τα μέλη της εισηγητικής επιτροπής κ. Απόστολο Τραγανίτη, και κ. Αικατερίνη Χούστη τις εποικοδομητικές παρατηρήσεις τους κατά τη διάρκεια της παρουσίασης της εργασίας.

Επίσης αισθάνομαι την ανάγκη να ευχαριστήσω την κ. Μάγδα Χατζάκη για τις αναρίθμητες ώρες που αφιέρωσε μαζί μου συζητώντας σχετικά με την εργασία. Ακόμα, ευχαριστώ τον κ. Βασίλη Σύρη για τις παρατηρήσεις και τη βοήθεια του σε κάποια σημεία της εργασίας. Ο κ. Φώτης Κίτσος με βοήθησε σημαντικά σε υλικοτεχνικά ζητήματα, ενώ ευχαριστώ τον κ. Δήμο Παναγόπουλο για την παροχή των δρομολογητών με τους οποίους πραγματοποίησα τα πειράματα.

Ευχαριστώ επίσης το Τμήμα Επιστήμης Υπολογιστών του Πανεπιστημίου Κρήτης και το Ινστιτούτο Πληροφορικής του Ιδρύματος Τεχνολογίας και Έρευνας, και ειδικότερα την Ομάδα Τηλεπικοινωνιών και Δικτύων, για τις υψηλού επιπέδου γνώσεις και την άριστη υλικοτεχνική υποδομή που μου παρείχαν κατά τη διάρκεια των σπουδών μου.

Θέλω τέλος να ευχαριστήσω όλα τα αγαπημένα πρόσωπα και φίλους μου ανεξαιρέτως για την ποικιλότητα συμπαράσταση και εμπύχωση τους. Το μεγαλύτερο ευχαριστώ όμως, ανήκει στην οικογένεια μου και ειδικότερα στους γονείς μου Γρηγόρη και Ελένη που με στήριξαν ψυχικά, συναισθηματικά και υλικά σε όλη την πορεία μου μέχρι σήμερα.



# Περιεχόμενα

ΠΕΡΙΛΗΨΗ .....	I
ABSTRACT .....	III
ΕΥΧΑΡΙΣΤΙΕΣ .....	V
ΠΕΡΙΕΧΟΜΕΝΑ .....	VII
ΚΑΤΑΛΟΓΟΣ ΠΙΝΑΚΩΝ.....	IX
ΚΑΤΑΛΟΓΟΣ ΣΧΗΜΑΤΩΝ .....	X
ΚΑΤΑΛΟΓΟΣ ΕΙΚΟΝΩΝ .....	XI
<b>1. ΕΙΣΑΓΩΓΗ .....</b>	<b>1</b>
1.1 ΟΡΙΣΜΟΣ ΠΡΟΒΛΗΜΑΤΟΣ.....	1
1.2 ΣΥΝΕΙΣΦΟΡΑ ΠΑΡΟΥΣΑΣ ΕΡΓΑΣΙΑΣ .....	2
<b>2. ΕΠΙΣΚΟΠΗΣΗ ΤΕΧΝΟΛΟΓΙΩΝ ΠΑΡΟΧΗΣ ΠΟΙΟΤΗΤΑΣ ΥΠΗΡΕΣΙΑΣ ΣΕ ΔΙΚΤΥΑ IP .....</b>	<b>5</b>
2.1 INTEGRATED SERVICES .....	5
2.2 DIFFERENTIATED SERVICES.....	8
2.3 MULTIPROTOCOL LABEL SWITCHING (MPLS).....	12
2.4 ΕΛΛΕΙΨΕΙΣ ΤΩΝ ΥΠΑΡΧΟΝΤΩΝ ΤΕΧΝΟΛΟΓΙΩΝ .....	16
<b>3. ΠΕΡΙΓΡΑΦΗ ΒΑΣΙΚΗΣ ΘΕΩΡΙΑΣ ΚΑΙ ΠΡΟΤΕΙΝΟΜΕΝΗ ΧΡΗΣΗ ΤΗΣ ΣΕ ΔΙΚΤΥΟ MPLS ΠΟΥ ΥΠΟΣΤΗΡΙΖΕΙ ΠΟΛΛΑΠΛΕΣ ΚΛΑΣΕΙΣ ΥΠΗΡΕΣΙΑΣ.....</b>	<b>19</b>
3.1 ΘΕΩΡΙΑ ΣΥΝΕΠΑΓΟΜΕΝΩΝ ΚΟΣΤΩΝ .....	19
3.1.1 Μοντέλο δικτύου.....	19
3.1.2 Περιγραφή θεωρίας .....	19
3.2 ΕΦΑΡΜΟΓΗ ΤΗΣ ΘΕΩΡΙΑΣ ΤΩΝ ΣΥΝΕΠΑΓΟΜΕΝΩΝ ΚΟΣΤΩΝ ΣΕ ΔΙΚΤΥΟ MPLS ΠΟΥ ΥΠΟΣΤΗΡΙΖΕΙ ΠΟΛΛΑΠΛΕΣ ΚΛΑΣΕΙΣ ΥΠΗΡΕΣΙΑΣ.....	23
3.2.1 Μοντέλο δικτύου.....	23
3.2.2 Προσέγγιση διαφοροποίησης ποιότητας μεταξύ των κλάσεων υπηρεσίας.....	25
3.2.3 Προτεινόμενη εφαρμογή της θεωρίας των συνεπαγομένων κοστών.....	28
3.2.3.1 Εφαρμογή της θεωρίας των συνεπαγομένων κοστών.....	29
3.2.3.2 Υπολογισμός πιθανότητας αποκλεισμού .....	30
3.2.3.3 Δυναμική διαχείριση πόρων.....	31
<b>4. ΔΥΝΑΜΙΚΟ ΣΥΣΤΗΜΑ ΔΡΟΜΟΛΟΓΗΣΗΣ ΚΑΙ ΔΙΑΧΕΙΡΙΣΗΣ ΠΟΡΩΝ ΣΕ ΔΙΚΤΥΑ DS/MPLS .....</b>	<b>35</b>
4.1 ΑΡΧΙΤΕΚΤΟΝΙΚΗ ΣΥΣΤΗΜΑΤΟΣ.....	36
4.1.1 Βάσεις Δεδομένων .....	37
4.1.1.1 Βάση Δεδομένων Κλάσεων Υπηρεσίας (Class Of Service Database).....	37

4.1.1.2 Βάση Δεδομένων Συνδέσμων (Link Database) .....	37
4.1.1.3 Βάση Δεδομένων Διαδρομών (Route Database).....	38
4.1.2 Διεργασίες.....	40
4.1.2.1 Υπολογισμός Διαδρομών (Route Computation).....	40
4.1.2.2 Αντιστοίχιση Διαδρομής-Ετικέτας (Route-Label Binding).....	41
4.1.2.3 Επεξεργασία Αιτήσεων (Request Processing).....	42
4.1.2.4 Κατηγοριοποίηση Ροών (Flow Classification).....	44
4.1.2.5 Επιλογή Διαδρομής (Route Selection).....	44
4.1.2.6 Υπολογισμός Κατάστασης Διαδρομών (Route State Computation).....	44
4.1.2.7 Ανακοίνωση Κατάστασης Διαδρομών (Route State Advertisement).....	46
4.1.2.8 Δέσμευση Πόρων (Resource Allocation).....	47
4.1.2.9 Υπολογισμός Κατάστασης Συνδέσμων (Link State Computation).....	48
4.1.2.10 Ανακοίνωση Κατάστασης Συνδέσμων (Link State Advertisement).....	48
4.2 ΑΠΟΤΙΜΗΣΗ ΑΡΧΙΤΕΚΤΟΝΙΚΗΣ ΤΟΥ ΣΥΣΤΗΜΑΤΟΣ.....	50
<b>5. ΥΛΟΠΟΙΗΣΗ ΣΥΣΤΗΜΑΤΟΣ.....</b>	<b>53</b>
5.1 ΟΝΤΟΤΗΤΕΣ LOCAL POLICER .....	54
5.1.1 Διεργασίες – Βάσεις Δεδομένων .....	54
5.1.2 Επικοινωνία.....	55
5.1.3 Διαχείριση δρομολογητών.....	56
5.1.4 Γραφική Διεπιφάνεια Χρήστη.....	56
5.2 ΔΙΑΜΟΡΦΩΣΗ ΔΙΚΤΥΟΥ .....	57
5.2.1 Κατασκευή LSPs.....	58
5.2.2 Ορισμός κλάσεων υπηρεσίας .....	60
5.2.3 Κατάταξη κίνησης σε κλάση.....	61
5.2.4 Δέσμευση-Ανακατανομή Πόρων .....	62
5.3 ΓΕΝΝΗΤΡΙΑ ΚΥΚΛΟΦΟΡΙΑΣ .....	63
<b>6. ΠΕΙΡΑΜΑΤΑ – ΑΠΟΤΕΛΕΣΜΑΤΑ .....</b>	<b>67</b>
6.1 ΠΕΡΙΓΡΑΦΗ ΣΕΝΑΡΙΟΥ ΠΕΙΡΑΜΑΤΩΝ.....	67
6.1.1 Κλάσεις Υπηρεσίας.....	69
6.1.2 Παραγωγή Κυκλοφορίας.....	71
6.1.3 Μέθοδος Χρέωσης .....	74
6.2 ΕΝΑΛΛΑΚΤΙΚΕΣ ΠΡΟΣΕΓΓΙΣΕΙΣ.....	76
6.2.1 Σύστημα με βάση τη διαθέσιμη χωρητικότητα .....	76
6.2.2 Σύστημα στατικής κατανομής πόρων .....	79
6.3 ΑΠΟΤΕΛΕΣΜΑΤΑ .....	81
6.3.1 Έσοδα παροχέα.....	81
6.3.2 Ποιότητα υπηρεσίας ανά κλάση .....	84
6.3.3 Δυναμική κατανομή πόρων.....	87
6.4 ΣΥΓΚΡΙΣΗ-ΑΠΟΤΙΜΗΣΗ ΣΥΣΤΗΜΑΤΩΝ.....	91
<b>7. ΣΥΜΠΕΡΑΣΜΑΤΑ – ΜΕΛΛΟΝΤΙΚΗ ΕΡΓΑΣΙΑ.....</b>	<b>93</b>
<b>ΑΝΑΦΟΡΕΣ .....</b>	<b>95</b>

## Κατάλογος Πινάκων

ΠΙΝΑΚΑΣ 1: ΧΡΕΩΣΗ ΑΝΑ ΚΛΑΣΗ ΚΑΙ ΤΥΠΟ ΡΟΗΣ ΠΟΥ ΧΡΗΣΙΜΟΠΟΙΗΘΗΚΕ ΣΤΑ ΠΕΙΡΑΜΑΤΑ .....	71
ΠΙΝΑΚΑΣ 2: ΜΕΣΗ ΚΙΝΗΣΗ ΑΝΑ ΚΛΑΣΗ ΥΠΗΡΕΣΙΑΣ ΚΑΤΑ ΤΗ ΔΙΑΡΚΕΙΑ ΤΩΝ ΠΕΙΡΑΜΑΤΩΝ.....	72
ΠΙΝΑΚΑΣ 3: ΜΕΣΟΣ ΧΡΟΝΟΣ ΜΕΤΑΞΥ ΔΥΟ ΔΙΑΔΟΧΙΚΩΝ ΑΦΙΞΕΩΝ ΑΝΑ ΚΛΑΣΗ ΣΕ ΚΑΘΕ ΥΠΟΛΟΓΙΣΤΗ .....	72
ΠΙΝΑΚΑΣ 4: ΜΕΣΟΣ ΡΥΘΜΟΣ ΑΦΙΞΕΩΝ ΑΝΑ ΚΛΑΣΗ ΣΕ ΚΑΘΕ ΥΠΟΛΟΓΙΣΤΗ .....	73
ΠΙΝΑΚΑΣ 5: ΜΕΣΗ ΔΙΑΡΚΕΙΑ ΡΟΗΣ ΑΝΑ ΤΥΠΟ ΚΑΙ ΚΛΑΣΗ ΥΠΗΡΕΣΙΑΣ .....	74
ΠΙΝΑΚΑΣ 6: ΕΣΟΔΑ ΠΑΡΟΧΕΑ ΓΙΑ $U_1=0,3, L_1=0,2$ .....	82
ΠΙΝΑΚΑΣ 7: ΕΣΟΔΑ ΠΑΡΟΧΕΑ ΓΙΑ $U_1=0,4, L_1=0,3$ .....	83
ΠΙΝΑΚΑΣ 8: ΜΕΣΟ THROUGHPUT ΑΝΑ ΠΡΩΤΟΚΟΛΛΟ ΜΕΤΑΦΟΡΑΣ, ΤΥΠΟ ΚΑΙ ΚΛΑΣΗ ΥΠΗΡΕΣΙΑΣ ΓΙΑ ΤΟ ΣΥΝΟΛΟ ΤΩΝ ΠΕΙΡΑΜΑΤΩΝ (ΜΕΣΟΣ ΟΡΟΣ ΤΩΝ 6 ΙΧΝΩΝ) ΜΕ $U_1 = 0,3$ ΚΑΙ $L_1 = 0,2$ ...	84
ΠΙΝΑΚΑΣ 9: ΜΕΣΟ THROUGHPUT ΑΝΑ ΠΡΩΤΟΚΟΛΛΟ ΜΕΤΑΦΟΡΑΣ, ΤΥΠΟ ΚΑΙ ΚΛΑΣΗ ΥΠΗΡΕΣΙΑΣ ΓΙΑ ΤΟ ΣΥΝΟΛΟ ΤΩΝ ΠΕΙΡΑΜΑΤΩΝ (ΜΕΣΟΣ ΟΡΟΣ ΤΩΝ 6 ΙΧΝΩΝ) ΜΕ $U_1 = 0,3$ ΚΑΙ $L_1 = 0,2$ ...	85
ΠΙΝΑΚΑΣ 10: ΜΕΣΟ THROUGHPUT ΑΝΑ ΠΡΩΤΟΚΟΛΛΟ ΜΕΤΑΦΟΡΑΣ, ΤΥΠΟ ΚΑΙ ΚΛΑΣΗ ΥΠΗΡΕΣΙΑΣ ΣΕ ΚΑΘΕ ΠΕΙΡΑΜΑ, ΓΙΑ $U_1 = 0,3, L_1 = 0,2$ .....	86
ΠΙΝΑΚΑΣ 11: ΜΕΣΟ THROUGHPUT ΑΝΑ ΠΡΩΤΟΚΟΛΛΟ ΜΕΤΑΦΟΡΑΣ, ΤΥΠΟ ΚΑΙ ΚΛΑΣΗ ΥΠΗΡΕΣΙΑΣ ΣΕ ΚΑΘΕ ΠΕΙΡΑΜΑ, ΓΙΑ $U_1 = 0,4, L_1 = 0,3$ .....	87

## Κατάλογος Σχημάτων

ΣΧΗΜΑ 1: Η ΣΗΜΑΤΟΔΟΣΙΑ ΤΟΥ RSVP .....	8
ΣΧΗΜΑ 2: ΚΑΤΑΤΑΞΗ ΣΕ ΚΛΑΣΗ ΚΑΙ POLICING ΣΤΙΣ DS .....	10
ΣΧΗΜΑ 3: ΚΑΤΑΝΟΜΗ ΕΤΙΚΕΤΑΣ ΣΤΟ MPLS .....	14
ΣΧΗΜΑ 4: Η ΑΡΧΙΤΕΚΤΟΝΙΚΗ ΤΟΥ ΣΥΣΤΗΜΑΤΟΣ ΔΥΝΑΜΙΚΗΣ ΔΡΟΜΟΛΟΓΗΣΗΣ ΚΑΙ ΔΙΑΧΕΙΡΙΣΗΣ ΠΟΡΩΝ .....	36
ΣΧΗΜΑ 5: ΑΝΤΑΛΛΑΓΗ ΜΗΝΥΜΑΤΩΝ ΚΑΙ ΕΚΤΕΛΕΣΗ ΔΙΕΡΓΑΣΙΩΝ ΣΤΟ ΣΥΣΤΗΜΑ .....	50
ΣΧΗΜΑ 6: ΠΕΡΙΒΑΛΛΟΝ ΥΛΟΠΟΙΗΣΗΣ .....	53
ΣΧΗΜΑ 7: ΚΑΤΑΣΚΕΥΗ E-LSPs .....	59
ΣΧΗΜΑ 8: ΠΕΡΙΒΑΛΛΟΝ ΠΕΙΡΑΜΑΤΩΝ .....	68
ΣΧΗΜΑ 9: ΔΕΣΜΕΥΣΗ ΠΟΡΩΝ ΣΕ ΣΧΕΣΗ ΜΕ ΤΗΝ ΠΡΟΣΦΕΡΟΜΕΝΗ ΚΙΝΗΣΗ ΓΙΑ ΤΗΝ ΚΛΑΣΗ 2 ΣΤΟ ΣΥΝΔΕΣΜΟ 1 ΚΑΤΑ ΤΗ ΧΡΗΣΗ ΤΟΥ ΣΥΣΤΗΜΑΤΟΣ ΠΟΥ ΒΑΣΙΖΕΤΑΙ ΣΤΟ $C_K$ .....	88
ΣΧΗΜΑ 10: ΔΕΣΜΕΥΣΗ ΠΟΡΩΝ ΣΕ ΣΧΕΣΗ ΜΕ ΤΗΝ ΠΡΟΣΦΕΡΟΜΕΝΗ ΚΙΝΗΣΗ ΓΙΑ ΤΗΝ ΚΛΑΣΗ 1 ΣΤΟ ΣΥΝΔΕΣΜΟ 1 ΚΑΤΑ ΤΗ ΧΡΗΣΗ ΤΟΥ ΣΥΣΤΗΜΑΤΟΣ ΠΟΥ ΒΑΣΙΖΕΤΑΙ ΣΤΟ $C_K$ .....	89
ΣΧΗΜΑ 11: ΔΕΣΜΕΥΣΗ ΠΟΡΩΝ ΣΕ ΣΧΕΣΗ ΜΕ ΤΗΝ ΠΡΟΣΦΕΡΟΜΕΝΗ ΚΙΝΗΣΗ ΓΙΑ ΤΗΝ ΚΛΑΣΗ 0 ΣΤΟ ΣΥΝΔΕΣΜΟ 1 ΚΑΤΑ ΤΗ ΧΡΗΣΗ ΤΟΥ ΣΥΣΤΗΜΑΤΟΣ ΠΟΥ ΒΑΣΙΖΕΤΑΙ ΣΤΟ $C_K$ .....	89
ΣΧΗΜΑ 12: ΔΕΣΜΕΥΣΗ ΠΟΡΩΝ ΑΝΑ ΚΛΑΣΗ ΣΕ ΣΧΕΣΗ ΜΕ ΤΗΝ ΑΝΤΙΣΤΟΙΧΗ ΠΡΟΣΦΕΡΟΜΕΝΗ ΚΙΝΗΣΗ ΣΤΟ ΣΥΝΔΕΣΜΟ 1 ΚΑΤΑ ΤΗ ΧΡΗΣΗ ΤΟΥ ΣΥΣΤΗΜΑΤΟΣ ΠΟΥ ΒΑΣΙΖΕΤΑΙ ΣΤΟ $C_K$ .....	89
ΣΧΗΜΑ 13: ΔΕΣΜΕΥΣΗ ΠΟΡΩΝ ΣΕ ΣΧΕΣΗ ΜΕ ΤΗΝ ΠΡΟΣΦΕΡΟΜΕΝΗ ΚΙΝΗΣΗ ΓΙΑ ΤΗΝ ΚΛΑΣΗ 2 ΣΤΟ ΣΥΝΔΕΣΜΟ 1 ΚΑΤΑ ΤΗ ΧΡΗΣΗ ΤΟΥ ΣΥΣΤΗΜΑΤΟΣ ΠΟΥ ΒΑΣΙΖΕΤΑΙ ΣΤΟ $C_{K,AVAIL}$ .....	90
ΣΧΗΜΑ 14: ΔΕΣΜΕΥΣΗ ΠΟΡΩΝ ΣΕ ΣΧΕΣΗ ΜΕ ΤΗΝ ΠΡΟΣΦΕΡΟΜΕΝΗ ΚΙΝΗΣΗ ΓΙΑ ΤΗΝ ΚΛΑΣΗ 1 ΣΤΟ ΣΥΝΔΕΣΜΟ 1 ΚΑΤΑ ΤΗ ΧΡΗΣΗ ΤΟΥ ΣΥΣΤΗΜΑΤΟΣ ΠΟΥ ΒΑΣΙΖΕΤΑΙ ΣΤΟ $C_{K,AVAIL}$ .....	90
ΣΧΗΜΑ 15: ΔΕΣΜΕΥΣΗ ΠΟΡΩΝ ΑΝΑ ΚΛΑΣΗ ΣΕ ΣΧΕΣΗ ΜΕ ΤΗΝ ΑΝΤΙΣΤΟΙΧΗ ΠΡΟΣΦΕΡΟΜΕΝΗ ΚΙΝΗΣΗ ΣΤΟ ΣΥΝΔΕΣΜΟ 1 ΚΑΤΑ ΤΗ ΧΡΗΣΗ ΤΟΥ ΣΥΣΤΗΜΑΤΟΣ ΠΟΥ ΒΑΣΙΖΕΤΑΙ ΣΤΟ $C_K$ .....	90
ΣΧΗΜΑ 16: ΔΕΣΜΕΥΣΗ ΠΟΡΩΝ ΣΕ ΣΧΕΣΗ ΜΕ ΤΗΝ ΠΡΟΣΦΕΡΟΜΕΝΗ ΚΙΝΗΣΗ ΓΙΑ ΤΗΝ ΚΛΑΣΗ 0 ΣΤΟ ΣΥΝΔΕΣΜΟ 1 ΚΑΤΑ ΤΗ ΧΡΗΣΗ ΤΟΥ ΣΥΣΤΗΜΑΤΟΣ ΠΟΥ ΒΑΣΙΖΕΤΑΙ ΣΤΟ $C_{K,AVAIL}$ .....	91



# Κατάλογος Εικόνων

ΕΙΚΟΝΑ 1: ΓΡΑΦΙΚΗ ΔΙΕΠΑΦΗ ΧΡΗΣΤΗ .....	57
--	----



# 1. Εισαγωγή

Το Internet, με τον τρόπο που λειτουργεί σήμερα, παρέχει μια μόνο κλάση υπηρεσίας, τη best effort, που δεν παρέχει εγγυήσεις στην κυκλοφορία, ως προς την καθυστέρηση, τις απώλειες των πακέτων ή το εύρος ζώνης που χρησιμοποιείται. Παράλληλα, παρατηρείται μια ραγδαία ανάπτυξη νέων εφαρμογών, όπως η μετάδοση video πραγματικού χρόνου και η τηλεφωνία Internet, οι οποίες έχει αποδειχτεί ότι δεν μπορούν να λειτουργήσουν αποδοτικά στο Internet λόγω των διαφορών καθυστερήσεων στις ουρές των δικτυακών συσκευών (δρομολογητών, μεταγωγών, κτλ.) καθώς και των απωλειών πακέτων που παρουσιάζονται σε περίπτωση συμφόρησης του δικτύου. Έτσι, η αποδοτική λειτουργία των εφαρμογών αυτών απαιτεί εγγυήσεις Ποιότητας Υπηρεσίας (Quality of Service – QoS), δηλαδή την παροχή εγγυήσεων στην κυκλοφορία που παράγει η εφαρμογή σχετικά με μεγέθη όπως η μέγιστη καθυστέρηση, η διακύμανση καθυστέρησης (jitter), η πιθανότητα απόρριψης πακέτων και το εύρος ζώνης.

Ταυτόχρονα, το Internet μετατρέπεται σε ένα εμπορικό περιβάλλον, με την χρέωση υπηρεσιών να αποτελεί πλέον μια πραγματικότητα. Οι παροχείς διαδικτυακών υπηρεσιών (Internet Service Providers – ISPs), επιθυμούν τα δίκτυα τους να παρέχουν Ποιότητα Υπηρεσίας ώστε να μπορούν να εξυπηρετήσουν τις νέες εφαρμογές και να τις χρεώσουν κατάλληλα. Παράλληλα, επιθυμούν τα δίκτυα τους να υποστηρίζουν μηχανισμούς διαχείρισης κυκλοφορίας (traffic engineering), ώστε να μπορούν να ελέγχουν την κατανομή της κυκλοφορίας στα διάφορα μονοπάτια του δικτύου. Τα δυναμικά πρωτόκολλα δρομολόγησης (RIP, OSPF, IS-IS) επιλέγουν πάντα το συντομότερο μονοπάτι για την προώθηση των πακέτων. Ως αποτέλεσμα, στους δρομολογητές και συνδέσμους κατά μήκος του συντομότερου μονοπατιού μεταξύ δύο κόμβων παρουσιάζεται συχνά συμφόρηση, ενώ οι δρομολογητές και οι σύνδεσμοι σε άλλα μονοπάτια παραμένουν ανενεργοί. Για όλους τους ανωτέρω λόγους, προκύπτει ότι είναι επιτακτική η ανάγκη ανάπτυξη μηχανισμών διαχείρισης κυκλοφορίας και πόρων με σκοπό την παροχή Ποιότητας Υπηρεσίας και την βέλτιστη κατανομή της κίνησης στο δίκτυο.

## 1.1 Ορισμός προβλήματος

Η παρούσα εργασία, ασχολείται με το πρόβλημα της δρομολόγησης ροών και της διαχείρισης πόρων σε δίκτυα MPLS (MultiProtocol Label Switching). Το MPLS είναι μια τεχνική μεταγωγής που βασίζεται σε ετικέτες, η οποία μπορεί να εφαρμοσθεί για την εξυπηρέτηση κίνησης διαφόρων πρωτοκόλλων επιπέδου δικτύου, μεταξύ των οποίων και το IP. Τα δίκτυα MPLS που εξετάζουμε θεωρούμε ότι υποστηρίζουν κάποιο πλήθος διαφορετικών κλάσεων υπηρεσίας. Οι ροές οι οποίες εισέρχονται στο δίκτυο ανήκουν σε κάποια από τις παρεχόμενες κλάσεις υπηρεσίας και μπορεί να έχουν διαφορετικές απαιτήσεις εύρους ζώνης ή/και καθυστέρησης. Οι απαιτήσεις μιας ροής καθώς και η κλάση υπηρεσίας στην οποία ανήκει, γνωστοποιούνται στο δίκτυο πριν από τη μετάδοσης της κυκλοφορίας της ροής.

Για κάθε ροή που πρόκειται να εισάγει κίνηση στο δίκτυο πρέπει να επιλεγθεί το μονοπάτι που θα ακολουθηθεί από τα πακέτα που μεταδίδει η ροή και να εξασφαλισθεί ότι όντως τα πακέτα θα ακολουθήσουν το μονοπάτι που επιλέχθηκε. Οι ροές αυτές πρέπει να δρομολογούνται κατάλληλα ώστε να βελτιστοποιείται η λειτουργία και η απόδοση του δικτύου, καθώς και να αποφεύγονται φαινόμενα κατά τα οποία κάποια τμήματα του δικτύου παρουσιάζουν συμφόρηση, ενώ άλλα υποχρησιμοποιούνται. Ταυτόχρονα, πρέπει να προσδιορισθεί μια μέθοδος κατανομής των πόρων του δικτύου στις διάφορες κλάσεις υπηρεσίας. Οι πόροι πρέπει να διαμοιράζονται κατάλληλα, ώστε να εξασφαλίζεται η Ποιότητα Υπηρεσίας που πρέπει να παρέχει κάθε κλάση. Έτσι, πρέπει να αναπτυχθεί ένας μηχανισμός που θα ελέγχει την κυκλοφορία που προσφέρεται σε κάθε σύνδεσμο και θα κρίνει αν παρέχεται η απαιτούμενη Ποιότητα Υπηρεσίας στην κίνηση κάθε κλάσης. Σε περίπτωση που η κίνηση κάποια κλάσης δεν απολαμβάνει την απαραίτητη εξυπηρέτηση σε κάποιο σύνδεσμο, θα πρέπει να εφαρμόζεται ανακατανομή των πόρων που δεσμεύονται για τις κλάσεις στο σύνδεσμο αυτό.

## 1.2 Συνεισφορά παρούσας εργασίας

Στα πλαίσια της εργασίας αυτής, σχεδιάστηκε η αρχιτεκτονική ενός συστήματος που παρέχει μηχανισμούς δρομολόγησης ροών και διαχείρισης πόρων σε δίκτυα MPLS. Για την υποστήριξη διαφορετικών κλάσεων υπηρεσίας, επιλέχθηκε η αρχιτεκτονική των Differentiated Services πάνω από δίκτυα MPLS προσδιορίστηκε μια μέθοδος ορισμού κλάσεων υπηρεσίας, με βάση αυτήν την αρχιτεκτονική. Αρχικά, μελετήθηκε η χρήση της θεωρίας των συνεπαγόμενων κοστών, για τη δρομολόγηση των ροών και τη λήψη αποφάσεων σχετικά με καταμερισμό των πόρων μεταξύ των διαφόρων κλάσεων. Η θεωρία αυτή ασχολείται με δρομολόγηση κλήσεων και δέσμευσης πόρων σε δίκτυα μεταγωγής κυκλώματος (circuit-switched). Τα βασικά χαρακτηριστικά των δικτύων μεταγωγής κυκλώματος παρουσιάζουν διαφορές σε σχέση με τα αντίστοιχα χαρακτηριστικά των δικτύων που εξετάζουμε. Για το λόγο αυτό, ήταν απαραίτητη η κατάλληλη τροποποίηση και προσαρμογή της θεωρίας, ώστε να μπορεί να εφαρμοσθεί σε δίκτυα MPLS που υποστηρίζουν πολλές κλάσεις υπηρεσίας.

Στη συνέχεια, σχεδιάστηκε ένα σύστημα δυναμικής δρομολόγησης και διαχείρισης πόρων για δίκτυα MPLS, το οποίο βασίζεται στη θεωρία των συνεπαγόμενων κοστών. Το σύστημα αυτό υλοποιήθηκε σε ένα πραγματικό δίκτυο MPLS. Παράλληλα σχεδιάστηκαν και υλοποιήθηκαν δύο άλλα συστήματα διαχείρισης πόρων και δρομολόγησης ροών, τα οποία χρησιμοποιούν προσεγγίσεις απλούστερες σε σχέση με τα συνεπαγόμενα κόστη, για την αλγοριθμική υποστήριξη των λειτουργιών τους. Συγκεκριμένα, η πρώτη προσέγγιση υποστηρίζει δυναμική διαχείριση πόρων, αλλά η δρομολόγηση των ροών πραγματοποιείται βάσει ανακοινώσεων των διαθέσιμων πόρων κάθε μονοπατιού. Η δεύτερη προσέγγιση κάνει χρήση εκτιμήσεων της μέσης κυκλοφορίας ανά κλάση σε κάθε μονοπάτι για τη δέσμευση πόρων στους διάφορους συνδέσμους. Οι πόροι που δεσμεύονται ανά κλάση σε κάθε σύνδεσμο δεν μεταβάλλονται κατά τη διάρκεια της λειτουργίας του δικτύου. Στη συνέχεια, οι ροές που καταφθάνουν δρομολογούνται κατάλληλα, ώστε το μέγεθος της κίνησης ανά μονοπάτι να

συγκλίνει προς την εκτιμώμενη μέση κυκλοφορία, βάσει της οποίας πραγματοποιήθηκαν οι δεσμεύσεις πόρων.

Για την αποτίμηση και την σύγκριση των συστημάτων, πραγματοποιήθηκαν διάφορα πειράματα. Τα κριτήρια αξιολόγησης των συστημάτων ήταν η διασφάλιση της ποιότητας υπηρεσίας των κλάσεων, καθώς και τα έσοδα που αποφέρει η χρήση τους στον παροχέα δικτύου. Για τον υπολογισμό των εσόδων, ορίστηκε μια μέθοδος χρέωσης των ροών βάσει της κλάσης υπηρεσίας και των απαιτήσεων σε εύρος ζώνης κάθε ροής. Τέλος, για τη δημιουργία κυκλοφορίας κατά τη διάρκεια των πειραμάτων, υλοποιήθηκε μια γεννήτρια κίνησης. Μέσω της γεννήτριας, δημιουργήθηκαν πηγές διαφόρου ρυθμού μετάδοσης, οι οποίες προσομοίωναν διαφορετικές δικτυακές εφαρμογές.



## 2. Επισκόπηση τεχνολογιών παροχής ποιότητας υπηρεσίας σε δίκτυα IP

Στο κεφάλαιο αυτό θα περιγράψουμε και θα αξιολογήσουμε τις σημαντικότερες τεχνολογίες που έχουν προταθεί από την IETF με σκοπό την παροχή ποιότητας υπηρεσίας σε δίκτυα IP. Πρόκειται για την αρχιτεκτονική των *Ενοποιημένων Υπηρεσιών* (Integrated Services) [1], την αρχιτεκτονική των *Διαφοροποιημένων Υπηρεσιών* (Differentiated Services) [6] καθώς και το *MultiProtocol Label Switching* (MPLS) [10], [11].

### 2.1 Integrated Services

Το Internet σήμερα παρέχει μία πολύ απλή ποιότητα υπηρεσίας, την best effort. Με την υπηρεσία αυτή εφαρμογές πραγματικού χρόνου (real-time) δεν μπορούν να λειτουργήσουν ικανοποιητικά εξαιτίας της απώλειας πακέτων λόγω συμφόρησης και των διαφόρων καθυστερήσεων στις ουρές. Επίσης, οι διαχειριστές δικτύων θέλουν να έχουν τη δυνατότητα ελέγχου του διαμοιρασμού του εύρους ζώνης μεταξύ διαφορετικών κλάσεων κίνησης. Συγκεκριμένα, επιθυμούν να έχουν τη δυνατότητα να χωρίζουν την κίνηση σε κλάσεις και να αναθέτουν σε περιόδους συμφόρησης σε κάθε κλάση κάποιο ποσοστό από το εύρος ζώνης του συνδέσμου, ενώ τις υπόλοιπες περιόδους το αχρησιμοποίητο εύρος ζώνης κάποιας κλάσης να είναι διαθέσιμο στις υπόλοιπες. Η αρχιτεκτονική των Integrated Services [1] ορίζει νέες υπηρεσίες (επιπλέον της best effort) ενώ συμπεριλαμβάνει και το θέμα της δέσμευσης πόρων.

Οι νέες υπηρεσίες που ορίζονται από την αρχιτεκτονική των Integrated Services είναι δύο: η *εγγυημένη υπηρεσία* (guaranteed service) και η *υπηρεσία ελεγχόμενου φόρτου* (controlled-load service). Η guaranteed service [2] είναι κατάλληλη για εφαρμογές με αυστηρές απαιτήσεις σε καθυστέρηση και εύρος ζώνης. Η ιδέα στην οποία βασίζεται η υπηρεσία αυτή είναι ότι χρήστης περιγράφει με κάποιον τρόπο την κυκλοφορία που πρόκειται να στείλει στο δίκτυο. Κάθε στοιχείο του δικτύου χρησιμοποιεί την πληροφορία αυτή για να υπολογίσει διάφορες παραμέτρους που σχετίζονται με τη μεταχείριση που θα έχουν τα πακέτα του χρήστη από το συγκεκριμένο στοιχείο. Συνδυάζοντας τις παραμέτρους από κάθε στοιχείο του δικτύου σε ένα μονοπάτι, μπορεί να υπολογισθεί η μέγιστη καθυστέρηση που θα αντιμετωπίσει ένα πακέτο κατά τη μετάδοση του μέσω του μονοπατιού. Αρχικά, ο χρήστης στέλνει την περιγραφή της κίνησης (TSpec) και της επιθυμητής υπηρεσίας (RSpec) στο δίκτυο. Το TSpec περιλαμβάνει παραμέτρους token bucket (bucket rate  $r$ , bucket depth  $b$ ), το μέγιστο ρυθμό μετάδοσης (peak rate  $p$ ), το ελάχιστο policed unit ( $m$ ) και το μέγιστο μέγεθος πακέτου ( $M$ ). Το RSpec περιλαμβάνει το ρυθμό μετάδοσης  $R$  (πρέπει να είναι μεγαλύτερος από  $r$ ) και μια παράμετρο  $S$  που δηλώνει την ανεκτή διαφορά μεταξύ της καθυστέρησης που ζητήθηκε και της πραγματικής καθυστέρησης που θα έχουν τα πακέτα. Στη συνέχεια, κάθε δρομολογητής υπολογίζει τη μέγιστη καθυστέρηση ουράς (queueing delay) στο σύνδεσμο του χρησιμοποιώντας τα TSpec και RSpec (συγκεκριμένα τα  $b$  και  $R$ ). Η συνολική καθυστέρηση ενός πακέτου είναι το άθροισμα της καθυστέρησης λόγω των ουρών και της καθυστέρησης

λόγω του χρόνου που απαιτείται για μετάδοση ενός πακέτου σε κάθε σύνδεσμο. Η δεύτερη είναι σταθερή και εξαρτάται από το μονοπάτι που έχει επιλεγθεί. Αυτό που τελικά εγγυάται η υπηρεσία είναι η μέγιστη συνολική καθυστέρηση και εύρος ζώνης μεγέθους R για την κίνηση που είναι συμμορφούμενη με το TSpec. Σε περίπτωση που το δίκτυο δεν μπορεί να εγγυηθεί τις απαιτήσεις του χρήστη η αίτηση δεν γίνεται αποδεκτή (οπότε ο χρήστης θα πρέπει να ξαναπροσπαθήσει αργότερα ή να μειώσει τις απαιτήσεις του). Ο έλεγχος συμμόρφωσης της κίνησης με το TSpec γίνεται στο σημείο εισόδου της κίνησης στο δίκτυο. Η κίνηση που δεν είναι συμμορφούμενη μπορεί να αποστέλλεται ως best effort ή να χάνεται, δηλαδή να απορρίπτονται τα αντίστοιχα πακέτα.

Η controlled-load service [3] είναι κατάλληλη για εφαρμογές που έχουν αναπτυχθεί με βάση τον τρόπο που λειτουργεί το Internet σήμερα, αλλά είναι ευαίσθητες σε συνθήκες συμφόρησης του δικτύου. Μια τέτοια κατηγορία εφαρμογών είναι οι προσαρμοζόμενες εφαρμογές πραγματικού χρόνου (adaptive real-time) οι οποίες έχει αποδειχτεί ότι λειτουργούν καλά όταν το δίκτυο δεν είναι φορτωμένο, αλλά μειώνεται η απόδοση τους δραματικά όταν παρουσιασθεί αυξημένος φόρτος στο δίκτυο. Η εγγύηση που παρέχεται στις ροές που ανήκουν στην controlled-load service είναι ότι θα έχουν την ίδια μεταχείριση που θα είχαν αν ανήκαν στην best-effort σε συνθήκες χαμηλού φόρτου στο δίκτυο. Έτσι, ένα πολύ μεγάλο ποσοστό των πακέτων της ροής θα παραδίδεται στον προορισμό τους, ενώ η καθυστέρηση των περισσότερων πακέτων δεν θα υπερβαίνει κατά πολύ την ελάχιστη δυνατή καθυστέρηση μετάδοσης (δηλαδή το χρόνο μετάδοσης του πακέτου από το σύνδεσμο καθώς και το χρόνο επεξεργασίας στους δρομολογητές, μεταγωγείς και τα υπόλοιπα στοιχεία του δικτύου). Για να καταφέρει το δίκτυο να παρέχει την ποιότητα υπηρεσίας αυτή, απαιτεί από το χρήστη μια περιγραφή της κίνησης που πρόκειται να στείλει. Για την περιγραφή της κίνησης χρησιμοποιείται το TSpec το οποίο περιέχει τις ίδιες παραμέτρους με την περίπτωση της guaranteed service. Σε περίπτωση που το δίκτυο δεν μπορεί να εγγυηθεί τη συγκεκριμένη ποιότητα υπηρεσίας για μια ροή, η αίτηση της δεν γίνεται αποδεκτή. Ο έλεγχος συμμόρφωσης της κίνησης που εισάγει μια ροή, με την περιγραφή TSpec γίνεται στο σημείο εισόδου της ροής στο δίκτυο. Η μη συμμορφούμενη κίνηση αποστέλλεται ως best effort.

Για την υλοποίηση των Integrated Services απαιτούνται τέσσερα συστατικά μέρη (components): ένα πρωτόκολλο σηματοδότησης (signaling protocol), μια διαδικασία αποδοχής κλήσης (admission control routine), ένας μηχανισμός κατάταξης σε κλάση (classifier) και ένας χρονοπρογραμματιστής πακέτων (packet scheduler). Ο χρονοπρογραμματιστής πακέτων ελέγχει την προώθηση των πακέτων που ανήκουν σε διαφορετικές ροές χρησιμοποιώντας ένα σύνολο από ουρές και πιθανών άλλους μηχανισμούς όπως μετρητές χρόνου (timers). Πρόκειται για το συστατικό το οποίο θα εγγυηθεί την ποιότητα υπηρεσίας (δηλαδή εύρος ζώνης και καθυστέρηση λόγω της ουράς) που έχει επιλέξει κάποια ροή. Είναι επίσης το συστατικό που ελέγχει αν η κίνηση μιας ροής είναι συμμορφούμενη με τα χαρακτηριστικά τα οποία υποσχέθηκε να πληρεί, κάνει δηλαδή το policing ανά ροή. Ο μηχανισμός κατάταξης σε κλάση χρησιμοποιείται για την αντιστοίχιση των εισερχόμενων πακέτων σε κάποια κλάση. Τα πακέτα που ανήκουν στην ίδια κλάση, έχουν την ίδια μεταχείριση από το χρονοπρογραμματιστή. Η επιλογή της κλάσης μπορεί να βασίζεται στα περιεχόμενα της επικεφαλίδας ή/και σε κάποια τιμή που υποδηλώνει την κλάση η οποία προστίθεται σε κάθε

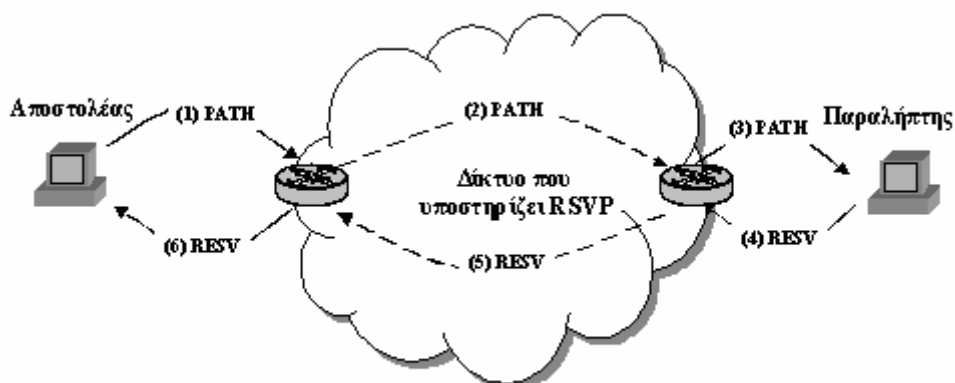


πακέτο. Μια κλάση μπορεί να αντιστοιχεί σε μια ευρεία κατηγορία ροών, για παράδειγμα όλες οι ροές που μεταφέρουν βίντεο κυκλοφορία, αλλά μπορεί να αντιστοιχεί και σε μια συγκεκριμένη ροή. Ο ορισμός των κλάσεων μπορεί να διαφέρει στους σε κάθε δρομολογητή, άρα το ίδιο πακέτο μπορεί να κατηγοριοποιηθεί διαφορετικά από τους διάφορους δρομολογητές κατά μήκος ενός μονοπατιού. Ο έλεγχος αποδοχής υλοποιεί τον αλγόριθμο με τον οποίο αποφασίζει ένας κόμβος του δικτύου αν μπορεί να εγγυηθεί την ποιότητα υπηρεσίας που απαιτεί κάποια ροή χωρίς να διαταραχθούν οι εγγυήσεις προηγούμενων ροών. Ο έλεγχος αποδοχής καλείται σε κάθε κόμβο, για να αποφασισθεί τοπικά η αποδοχή ή η απόρριψη μίας αίτησης, όταν ένας σταθμός εργασίας (host) στείλει την αίτηση με την υπηρεσία που επιθυμεί κατά μήκος κάποιου μονοπατιού.

Το τελευταίο συστατικό μέρος που απαιτείται για την υλοποίηση των Integrated Services είναι ένα πρωτόκολλο σηματοδότησης. Η βασικές λειτουργίες του πρωτοκόλλου είναι η γνωστοποίηση των απαιτήσεων σε ποιότητα υπηρεσίας μιας εφαρμογής κατά μήκος του μονοπατιού και η ανταλλαγή πληροφορίας διαχείρισης (σχετική με ποιότητα υπηρεσίας) μεταξύ της εφαρμογής και των στοιχείων του δικτύου. Ουσιαστικά, μέσω του πρωτοκόλλου εγκαθίσταται η δέσμευση πόρων κατά μήκος του μονοπατιού. Το πρωτόκολλο το οποίο χρησιμοποιείται συνήθως για το σκοπό αυτό είναι το *RSVP* (Resource ReSerVation Protocol) [4], [5]. Η διαδικασία σηματοδότησης του RSVP φαίνεται στο Σχήμα 1. Αρχικά ο αποστολέας στέλνει ένα ειδικό μήνυμα, που ονομάζεται PATH, προς τον παραλήπτη, το οποίο προσδιορίζει τα χαρακτηριστικά της κίνησης. Κάθε ενδιάμεσος δρομολογητής κατά μήκος του μονοπατιού προωθεί το μήνυμα PATH στον επόμενο κόμβο, όπως αυτός αποφασίζεται από το πρωτόκολλο δρομολόγησης. Όταν ο παραλήπτης λάβει το μήνυμα PATH, στέλνει με τη σειρά του ένα μήνυμα που ονομάζεται RESV, το οποίο περιέχει τις απαιτήσεις σε πόρους της ροής. Κάθε ενδιάμεσος δρομολογητής είναι δυνατόν να αποδεχτεί ή να απορρίψει την αίτηση του μηνύματος RESV. Αν η αίτηση δε γίνει αποδεκτή από κάποιο δρομολογητή, στέλνεται ένα μήνυμα ένδειξης λάθους στον παραλήπτη και η διαδικασία σηματοδότησης τερματίζεται. Στην αντίθετη περίπτωση, κάποια ποσότητα εύρους ζώνης του συνδέσμου και χώρος ενταμίευσης (buffering space) δεσμεύονται για τη ροή ενώ παράλληλα ξεκινάει η διατήρηση πληροφορίας σχετικά με την κατάσταση δέσμευσης της ροής.

Οι Integrated Services είναι ικανές να παρέχουν με αυστηρές εγγυήσεις την ποιότητα υπηρεσίας που θα επιλέξει κάποια εφαρμογή. Όμως, το γεγονός ότι πρέπει να διατηρείται πληροφορία κατάστασης δέσμευσης για κάθε ροή σε κάθε δρομολογητή κατά μήκος των διαδρομών των ροών, αποτελεί ένα από σημαντικότερα προβλήματα της αρχιτεκτονικής των Integrated Services. Ο όγκος της πληροφορίας είναι ανάλογος του πλήθους των ροών, ενώ παράλληλα προστίθεται φόρτος στους δρομολογητές που σχετίζεται με την αποθήκευση και την επεξεργασία της πληροφορίας. Κατά συνέπεια, η αρχιτεκτονική δεν μπορεί να επεκταθεί αποτελεσματικά σε δίκτυα μεγάλου μεγέθους, όπως ο πυρήνας (core) του Internet. Επίσης, η αρχιτεκτονική των Integrated Services αυξάνει σημαντικά τις λειτουργικές απαιτήσεις των δρομολογητών. Στις Integrated Services, κάθε δρομολογητής πρέπει να υλοποιεί το πρωτόκολλο RSVP, τον μηχανισμό κατάταξης σε κλάση, τον έλεγχο αποδοχής και το χρονοπρογραμματιστή πακέτων. Συμπερασματικά, η αρχιτεκτονική των Integrated Services,

λόγω κυρίως της πολυπλοκότητας της, δεν κρίνεται κατάλληλη για την αποδοτική επίλυση του προβλήματος της παροχής ποιότητας υπηρεσίας σε δίκτυα του μεγέθους του Internet.



Σχήμα 1: Η σηματοδότηση του RSVP

## 2.2 Differentiated Services

Όπως εξηγήσαμε στην προηγούμενη ενότητα, η αρχιτεκτονική των Integrated Services, λόγω της σηματοδότησης και της διατήρησης πληροφορίας ανά ροή που προϋποθέτει σε κάθε κόμβο, δεν είναι εφαρμόσιμο στο Internet. Το γεγονός αυτό, οδήγησε στην ανάπτυξη μια λιγότερο πολύπλοκης αρχιτεκτονικής, η οποία είναι ικανή να παρέχει διαφορετικές υπηρεσίες, ενώ παράλληλα είναι επεκτάσιμη (scalable) σε δίκτυα όπως το Internet. Πρόκειται για την αρχιτεκτονική των *Differentiated Services* [6] (εν συντομία DS). Η βασική ιδέα στην οποία στηρίζονται οι Differentiated Services είναι η εξής: τα πακέτα κατηγοριοποιούνται και σηματοδοτούνται στα άκρα του δικτύου ή τους σταθμούς εργασίας (hosts) και οι κόμβοι κατά μήκος του μονοπατιού παρέχουν διαφορετική μεταχείριση στα πακέτα ανάλογα με το σημάδεμα. Η διαφοροποίηση μεταξύ των υπηρεσιών συνίσταται στη διαφορετική μεταχείριση που έχουν τα πακέτα που ανήκουν σε διαφορετικές υπηρεσίες από τους κόμβους του δικτύου DS. Οι σύνθετες λειτουργίες όπως κατάταξη σε κλάσεις, σημάδεμα, αστυνόμευση (policing) και μορφοποίηση κίνησης (shaping) απαιτείται να υλοποιούνται μόνο στα άκρα ή τους σταθμούς εργασίας, με αποτέλεσμα την παροχή ευελιξίας και επεκτασιμότητας (scalability) στην αρχιτεκτονική των DS. Για το σκοπό του σημαδέματος, χρησιμοποιείται ένα πεδίο της επικεφαλίδας του πακέτου IP, μεγέθους ενός byte, το οποίο ονομάζεται *πεδίο DS* [7]. Τα έξι πρώτα bits του πεδίου DS, τα οποία ονομάζονται *DS codepoint* (DSCP), χρησιμοποιούνται για να αποφασισθεί η μεταχείριση που θα έχει το πακέτο σε κάθε κόμβο.

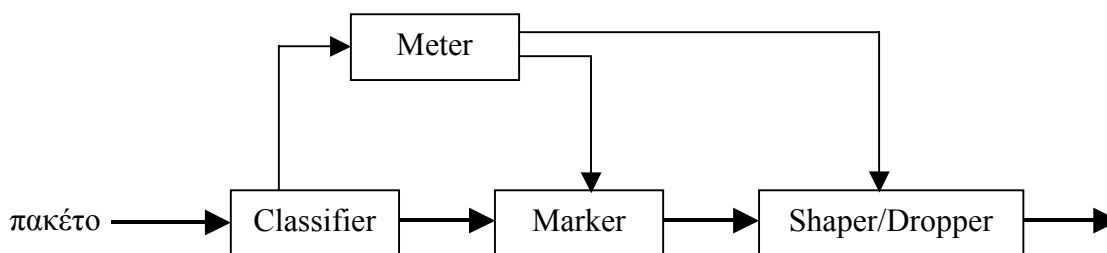
Για να μπορέσει ένας πελάτης να κάνει χρήση των Differentiated Services που παρέχει κάποιος παροχέας δικτυακών υπηρεσιών, πρέπει πρώτα να συνάψει κάποιου είδους συμβόλαιο μαζί του. Το συμβόλαιο ονομάζεται *Service Level Agreement* (SLA) και προσδιορίζει τις κλάσεις υπηρεσίας που υποστηρίζονται καθώς και την επιτρεπτή κίνηση ανά κλάση. Ένα SLA μπορεί να είναι είτε στατικό, είτε δυναμικό. Τα στατικά SLAs διαπραγματεύονται κατά περιοδικά διαστήματα, π.χ. κάθε μήνα ή κάθε χρόνο. Για τα δυναμικά SLAs πρέπει να

χρησιμοποιηθεί κάποιο πρωτόκολλο σηματοδότησης, όπως το RSVP. Η κίνηση, η οποία εισάγει κάποιος πελάτης στο DS δίκτυο, πρέπει να έχει τη μεταχείριση που προσδιορίζεται στο SLA. Επιπλέον, η κίνηση αυτή πρέπει να ελέγχεται ώστε να μην παραβιάζει τις προδιαγραφές που ορίζονται στο SLA.

Η αρχιτεκτονική των Differentiated Services ορίζει κάποια συστατικά μέρη, τα οποία απαιτείται να υποστηρίζονται από ένα δίκτυο DS. Καταρχήν, είναι απαραίτητος κάποιος μηχανισμός κατηγοριοποίησης στην είσοδο του δικτύου, ο οποίος θα αναγνωρίζει τα πακέτα στα οποία θα πρέπει να παρασχεθεί διαφοροποιημένη υπηρεσία. Για το σκοπό αυτό χρησιμοποιείται ένα συστατικό το οποίο ονομάζεται *classifier* και το οποίο έχει τη δυνατότητα να επιλέγει πακέτα που ανήκουν σε ένα συρμό κυκλοφορίας (*traffic stream*) με βάση το περιεχόμενο κάποιων πεδίων της επικεφαλίδας του πακέτου. Αν η επιλογή βασίζεται αποκλειστικά στο πεδίο DSCP, τότε ο *classifier* αποκαλείται *BA (Behavior Aggregate) Classifier*. Αν η επιλογή συνδυάζει πληροφορία που περιέχεται στην επικεφαλίδα, όπως η διεύθυνση αποστολέα ή/και παραλήπτη, θύρες επικοινωνίας (*ports*), κτλ., τότε ονομάζεται *MF (Multi-Field) Classifier*. Στη συνέχεια, τα πακέτα που επιλέγονται από τον *classifier*, ελέγχονται σχετικά με το αν είναι συμμορφούμενα με τις προδιαγραφές κίνησης (*traffic profiles*) που έχουν συμφωνηθεί στο SLA. Το συστατικό που εκτελεί τη λειτουργία αυτή ονομάζεται *traffic meter*, ενώ οι προδιαγραφές μπορεί να προσδιορίζονται μέσω ενός *token bucket*. Μια άλλη σημαντική λειτουργία που πρέπει να υποστηρίζεται είναι το σημάδεμα των πακέτων. Την εκτέλεση της λειτουργίας αυτής αναλαμβάνει το συστατικό που ονομάζεται *marker*. Το σημάδεμα επιτυγχάνεται με την ανάθεση κάποιας τιμής στο DSCP του πεδίου DS του πακέτου. Ένα άλλο συστατικό που ορίζεται από την αρχιτεκτονική ονομάζεται *shaper* και ο ρόλος του είναι να καθυστερεί κάποιο ή όλα τα πακέτα μιας ροής σε έναν ενταμιευτή, ούτως ώστε η ροή να είναι συμμορφούμενη με το *profile*. Τέλος, ορίζεται το συστατικό *dropper* του οποίου η λειτουργία είναι να πετάει κάποια ή όλα τα πακέτα μιας ροής, με σκοπό τη συμμόρφωση της κίνησης της ροής σύμφωνα με το *traffic profile*. Ένας *dropper* μπορεί να υλοποιηθεί και ως μια ειδική περίπτωση ενός *shaper*, κατά την οποία το μέγεθος του ενταμιευτή του δεύτερου είναι μηδέν. Συνολικά, η διαδικασία κατάταξης σε κλάση και *policing* των πακέτων παρουσιάζεται στο Σχήμα 2.

Για την παροχή διαφοροποιημένης υπηρεσίας σε ένα δίκτυο DS, είναι απαραίτητο να προσδιορισθεί η μεταχείριση που απολαμβάνει ένα πακέτο από τους κόμβους του δικτύου ανάλογα με την υπηρεσία στην οποία ανήκει. Η υπηρεσία στην οποία ανήκει ένα πακέτο αποφασίζεται από τους εσωτερικούς κόμβους αποκλειστικά από την τιμή του πεδίου DSCP. Δεν χρειάζεται δηλαδή να ελεγχθεί σε ποια ροή ανήκει το πακέτο, άρα με τη μέθοδο αυτή πραγματοποιείται η ενοποίηση διαφορετικών ροών σε ομάδες που ονομάζονται *behavior aggregates (BA)*. Τα πακέτα με την ίδια τιμή του πεδίου DSCP, τα οποία πρόκειται να μεταδοθούν από κάποιο σύνδεσμο, ανήκουν στο ίδιο *behavior aggregate*. Η μεταχείριση που έχουν τα πακέτα ενός BA από ένα κόμβο DS ορίζεται μέσω ενός *per-hop behavior (PHB)*. Ουσιαστικά, το PHB προσδιορίζει τον τρόπο με τον οποίο ένας κόμβος δεσμεύει πόρους (εύρος ζώνης, μέγεθος ενταμιευτή) και εξυπηρετεί τα πακέτα κάποιου BA. Για παράδειγμα, ένα PHB μπορεί να εγγυάται κάποιο ποσοστό από το εύρος ζώνης ενός συνδέσμου ή κάποια χαρακτηριστικά κίνησης όπως καθυστέρηση, πιθανότητα απώλειας πακέτων, κτλ. Τα PHBs

υλοποιούνται στους κόμβους μέσω μηχανισμών διαχείρισης ενταμιευτή και χρονοπρογραμματισμού πακέτων.



**Σχήμα 2: Κατάταξη σε κλάση και policing στις DS**

Ένα σύνολο διαδοχικών κόμβων οι οποίοι υποστηρίζουν ένα κοινό σύνολο από PHBs ορίζει ένα DS domain. Υπάρχει περίπτωση η κίνηση κάποιου χρήστη να διασχίζει διαφορετικά DS domains, τα οποία να μην υποστηρίζουν το ίδιο σύνολο από PHBs. Στην περίπτωση αυτή θα πρέπει να συμφωνηθεί κάποιο SLA μεταξύ κάθε δύο διαδοχικών DS domains. Τα πακέτα, καθώς εξέρχονται από ένα domain και εισέρχονται στο επόμενο, είναι πιθανό να πρέπει να σηματοδοτούν εκ νέου σύμφωνα με το SLA που έχουν συνάψει τα domains.

Μέσω των μηχανισμών που ορίζει η αρχιτεκτονική των Differentiated Services είναι δυνατό να υλοποιηθούν διάφορες υπηρεσίες. Παραδείγματα τέτοιων υπηρεσιών είναι τα εξής:

- *Assured Service* [8]: η υπηρεσία αυτή είναι κατάλληλη για εφαρμογές οι οποίες απαιτούν μεγαλύτερη αξιοπιστία από την best effort υπηρεσία. Η αξιοπιστία εξασφαλίζεται ακόμα και σε περιόδους κατά τις οποίες παρουσιάζεται συμφόρηση στο δίκτυο. Οι πελάτες συνάπτουν στατικά SLAs με τους παροχείς διαδικτυακών υπηρεσιών (Internet Service Providers – ISPs). Με βάση τα SLAs προσδιορίζεται το εύρος ζώνης που θα δεσμευτεί για τους πελάτες. Οι τελευταίοι, είναι υπεύθυνοι για το πως θα διαμοιράσουν το διαθέσιμο εύρος ζώνης στις διάφορες εφαρμογές τους. Η κατηγοριοποίηση (classification) και το policing γίνεται στα σημεία εισόδου της κίνησης στο δίκτυο. Αν η κίνηση της Assured Service δεν υπερβαίνει το ρυθμό μετάδοσης που προσδιορίζεται από το SLA, τότε χαρακτηρίζονται ως εντός των προδιαγραφών. Στην αντίθετη περίπτωση, τα επιπλέον πακέτα θεωρούνται εκτός των προδιαγραφών. Όλα τα πακέτα (εντός και εκτός των προδιαγραφών) τοποθετούνται στην ίδια ουρά, η οποία ονομάζεται *Assured Queue*, ώστε να αποφευχθεί η παράδοση δεδομένων με λάθος σειρά. Η διαχείριση της ουράς γίνεται μέσω ενός σχήματος διαχείρισης ουράς το οποίο ονομάζεται *RED with In and Out*, ή *RIO* [12]
- *Premium Service* [8]: η υπηρεσία αυτή είναι κατάλληλη για εφαρμογές οι οποίες απαιτούν χαμηλή καθυστέρηση και διακύμανση της καθυστέρησης (jitter). Κάθε πελάτης συνάπτει κάποιο SLA (στατικό ή δυναμικό) με τον ISP του. Το SLA προσδιορίζει έναν επιθυμητό μέγιστο ρυθμό μετάδοσης για κάποια ροή ή ομάδα ροών. Ο πελάτης θα πρέπει να διασφαλίζει ότι η κίνηση που εισάγει δεν υπερβαίνει το μέγιστο ρυθμό. Η πλεονάζουσα κυκλοφορία απορρίπτεται. Οι δρομολογητές με τους

οποίους συνδέονται οι αποστολές εκτελούν MF (Multi-Field) κατηγοριοποίηση και μορφοποίηση (shaping) της κίνησης. Στη συνέχεια τα πακέτα σηματοδοτούνται με το DSCP που αντιστοιχεί στην premium service. Ο δρομολογητής εξόδου στο domain του πελάτη ίσως χρειασθεί να επαναμορφώσει την κίνηση ώστε να μην υπερβαίνει το μέγιστο ρυθμό που προσδιορίζεται στο SLA. Στη μεριά του παροχέα, ο δρομολογητής εισόδου εκτελεί το policing της κίνησης. Τα πακέτα που ανήκουν στην premium service τοποθετούνται σε μία ουρά που ονομάζεται *Premium Queue*. Τα πακέτα της ουράς αυτής μεταδίδονται νωρίτερα από τα πακέτα που ανήκουν σε κάποια άλλη κλάση υπηρεσίας (π.χ. best effort ή assured service).

- *Olympic Service* [9]: αποτελείται από τρεις κλάσεις υπηρεσίας, τις *bronze*, *silver* και *gold*. Τα πακέτα ανατίθενται κατάλληλα στις τρεις κλάσεις έτσι ώστε η κλάση *gold* να έχει μικρότερο φόρτο (άρα τα πακέτα της μεγαλύτερη πιθανότητα για γρήγορη προώθηση) από την *silver*. Παρόμοια σχέση ισχύει μεταξύ του φόρτου των κλάσεων *silver* και *bronze*. Τα πακέτα που ανήκουν στην ίδια κλάση μπορεί να διαχωριστούν περαιτέρω αναθέτοντας τους μικρή, μεσαία ή υψηλή προτεραιότητα απόρριψης (discard precedence). Η υπηρεσία αυτή μπορεί να υλοποιηθεί μέσω του *Assured Forward PHB group* [9], το οποίο είναι ένα σύνολο από PHBs που έχει οριστεί από τις Differentiated Services.

Πρέπει να σημειωθεί οι Differentiated Services ορίζουν μόνο DSCPs και τα αντίστοιχα PHBs. Ο ορισμός και η υλοποίηση των υπηρεσιών που θα παρέχονται είναι αρμοδιότητα των ISPs.

Οι Differentiated Services παρουσιάζουν σημαντικές διαφορές σε σχέση με τις Integrated Services. Καταρχήν, υποστηρίζουν ένα πεπερασμένο πλήθος κλάσεων υπηρεσίας, το οποίο περιορίζεται από το πλήθος των δυνατών τιμών του πεδίου DSCP (το οποίο είναι  $2^6=64$ ). Αντίθετα, σε κάθε μία κατηγορία των Integrated Services (guaranteed και controlled-load) μπορούν να οριστούν απεριόριστου πλήθους υπηρεσίες, κάθε μια με διαφορετικές απαιτήσεις σε ποιότητα υπηρεσίας (διαφορετικές απαιτήσεις σε εύρος ζώνης και καθυστέρηση). Στις Differentiated Services, η ποσότητα της πληροφορίας σχετικά με την κατάσταση δέσμευσης (state information) είναι ανάλογη των κλάσεων υπηρεσίας που υποστηρίζονται και όχι ανάλογη των ροών (όπως συμβαίνει στις Integrated Services). Το γεγονός αυτό προσδίδει αρκετά μεγαλύτερη επεκτασιμότητα στις Differentiated Services. Επίσης, σύνθετες λειτουργίες όπως κατάταξη σε κλάση, σημάδεμα πακέτων, policing, και μορφοποίηση κίνησης απαιτούνται μόνο στα άκρα του δικτύου. Στο εσωτερικό οι δρομολογητές απαιτείται να υλοποιούν behavior aggregate κατάταξη σε κλάση. Κατά συνέπεια οι Differentiated Services είναι πιο εύκολο να υλοποιηθούν. Ακόμα, η υποστήριξη σύνθετων λειτουργιών στα άκρα και απλούστερων στο εσωτερικό του δικτύου, αποτελεί ένα χαρακτηριστικό ιδιαίτερα επιθυμητό από τους ISPs. Τα δίκτυα των ISPs αποτελούνται συνήθως από δρομολογητές στα άκρα (boundary routers) και δρομολογητές/μεταγωγείς στον κορμό του δικτύου (core) οι οποίοι διασυνδέουν τους πρώτους. Οι δρομολογητές στον κορμό πρέπει να προωθούν τα πακέτα με μεγάλη ταχύτητα, γι' αυτό πρέπει να εκτελούν απλές λειτουργίες. Οι δρομολογητές στα άκρα δεν είναι απαιτείται να προωθούν πακέτα με ιδιαίτερα υψηλές ταχύτητες γιατί οι σύνδεσμοι των πελατών είναι σχετικά αργοί. Έτσι οι δρομολογητές αυτοί, έχουν στη διάθεση τους περισσότερο χρόνο για να εκτελέσουν σύνθετες λειτουργίες.

## 2.3 MultiProtocol Label Switching (MPLS)

Καθώς ένα πακέτο πρωτοκόλλου επιπέδου δικτύου χωρίς σύνδεση (connectionless network layer protocol) μεταδίδεται από ένα δρομολογητή στον επόμενο, ο κάθε δρομολογητής αποφασίζει ανεξάρτητα από τους υπόλοιπους σχετικά με την προώθηση του πακέτου. Έτσι, κάθε δρομολογητής αναλύει την επικεφαλίδα του πακέτου και κάθε δρομολογητής εκτελεί ένα αλγόριθμο δρομολόγησης επιπέδου δικτύου. Η επιλογή του επόμενου κόμβου για το πακέτο γίνεται με βάση την ανάλυση της επικεφαλίδας του πακέτου και των αποτελεσμάτων του αλγορίθμου δρομολόγησης. Στα παραδοσιακά δίκτυα IP, κάθε δρομολογητής διατηρεί έναν πίνακα δρομολόγησης ο οποίος περιέχει καταχωρήσεις της μορφής <πρόθεμα διεύθυνσης προορισμού, διεπαφή εξόδου>. Κάθε πρόθεμα διεύθυνσης προορισμού ορίζει μια «κλάση ισοδυναμίας προώθησης» (Forwarding equivalence Class – FEC). Όταν ένα πακέτο εισέλθει σε ένα δρομολογητή, η διεύθυνση προορισμού του πακέτου συγκρίνεται με καθένα από τα προθέματα διεύθυνσης προορισμού του πίνακα δρομολόγησης. Το πρόθεμα με το οποίο θα επιτευχθεί το πλησιέστερο ταίριασμα (longest match) ορίζει το FEC που θα ανατεθεί στο πακέτο. Με βάση το FEC που ανήκει το πακέτο αποφασίζεται η διεπαφή εξόδου, άρα και ο επόμενος κόμβος. Τονίζουμε ότι η διαδικασία αυτή (ανάθεση FEC σε πακέτο και προώθηση πακέτου με βάση το FEC) εκτελείται σε κάθε δρομολογητή στο δίκτυο.

Το *MultiProtocol Label Switching* (MPLS) [10], [11] είναι μια τεχνική μεταγωγής βασισμένη σε ετικέτα (label). Στο MPLS, η αντιστοίχιση ενός πακέτου σε κάποιο FEC συμβαίνει μία φορά, κατά την είσοδο του πακέτου στο δίκτυο MPLS. Το FEC το οποίο ανατέθηκε στο πακέτο κωδικοποιείται σε μία μικρού και σταθερού μήκους τιμή η οποία ονομάζεται ετικέτα. Όταν το πακέτο προωθείται στον επόμενο κόμβο, η ετικέτα μεταδίδεται μαζί με αυτό. Στους επόμενους κόμβους δε γίνεται ανάλυση της επιπέδου 3 επικεφαλίδας του πακέτου. Η ετικέτα χρησιμοποιείται ως δείκτης σε ένα πίνακα που προσδιορίζει τον επόμενο κόμβο και μια νέα ετικέτα. Ο πίνακας αυτός ονομάζεται *Label Information Base*. Η παλιά ετικέτα αντικαθιστάται από την καινούρια και το πακέτο προωθείται στον επόμενο κόμβο. Η τεχνική αυτή παρουσιάζει αρκετά πλεονεκτήματα σε σχέση με το συμβατικό σχήμα προώθησης. Καταρχήν, η προώθηση με τον τρόπο που γίνεται στο MPLS, μπορεί να πραγματοποιηθεί από μεταγωγείς που έχουν δυνατότητες αναζήτησης και αντικατάστασης επικεφαλίδας (όπως μεταγωγείς ATM), αλλά δεν έχουν δυνατότητα ανάλυσης επικεφαλίδων επιπέδου δικτύου. Επίσης, δεδομένου ότι το πακέτο αντιστοιχίζεται σε κάποιο FEC όταν εισέρχεται στο δίκτυο, ο δρομολογητής εισόδου (ingress router) μπορεί να χρησιμοποιήσει, για την αντιστοίχιση αυτή, οποιαδήποτε πληροφορία έχει σχετικά με το πακέτο, ακόμα και πληροφορία που δεν μπορεί να εξαχθεί από την επικεφαλίδα επιπέδου δικτύου (όπως η διεπαφή εισόδου). Σε ένα πακέτο που εισέρχεται στο δίκτυο μέσω κάποιου δρομολογητή, μπορεί να ανατεθεί διαφορετική ετικέτα από την ετικέτα που θα αναθέτονταν στο ίδιο πακέτο από κάποιον άλλο δρομολογητή εισόδου. Αυτό έχει σαν αποτέλεσμα να μπορούν να πραγματοποιηθούν αποφάσεις προώθησης που εξαρτώνται από το δρομολογητή εισόδου, κάτι που δεν μπορεί να πραγματοποιηθεί με τη συμβατική προώθηση αφού η ταυτότητα του δρομολογητή εισόδου του πακέτου δεν ταξιδεύει μαζί με το πακέτο. Ακόμα, ο τρόπος με τον

οποίο αποφασίζεται πως ένα πακέτο ανατίθεται σε κάποιο FEC μπορεί να γίνει πιο σύνθετος και πολύπλοκος, χωρίς να επηρεάσει τους επόμενους δρομολογητές που απλώς προωθούν πακέτα βάσει της ετικέτας. Αρκετές φορές είναι επιθυμητό να αναγκάσουμε ένα πακέτο να ακολουθήσει μια συγκεκριμένη διαδρομή που έχει ρητά επιλεγεί πριν ή κατά τη στιγμή που το πακέτο εισέρχεται στο δίκτυο, αντί να ακολουθήσει κάποια διαδρομή που θα επιλεγόταν από κάποιο δυναμικό αλγόριθμο δρομολόγησης καθώς το πακέτο μεταδίδεται στο δίκτυο. Με το συμβατικό τρόπο προώθησης, αυτό απαιτεί το πακέτο να μεταφέρει κάποια κωδικοποίηση της διαδρομής μαζί του. Στο MPLS, η ετικέτα μπορεί να αντιπροσωπεύει τη διαδρομή, έτσι η ταυτότητα της ρητά προσδιορισμένης διαδρομής (explicit route) δε χρειάζεται να μεταφέρεται μαζί με το πακέτο.

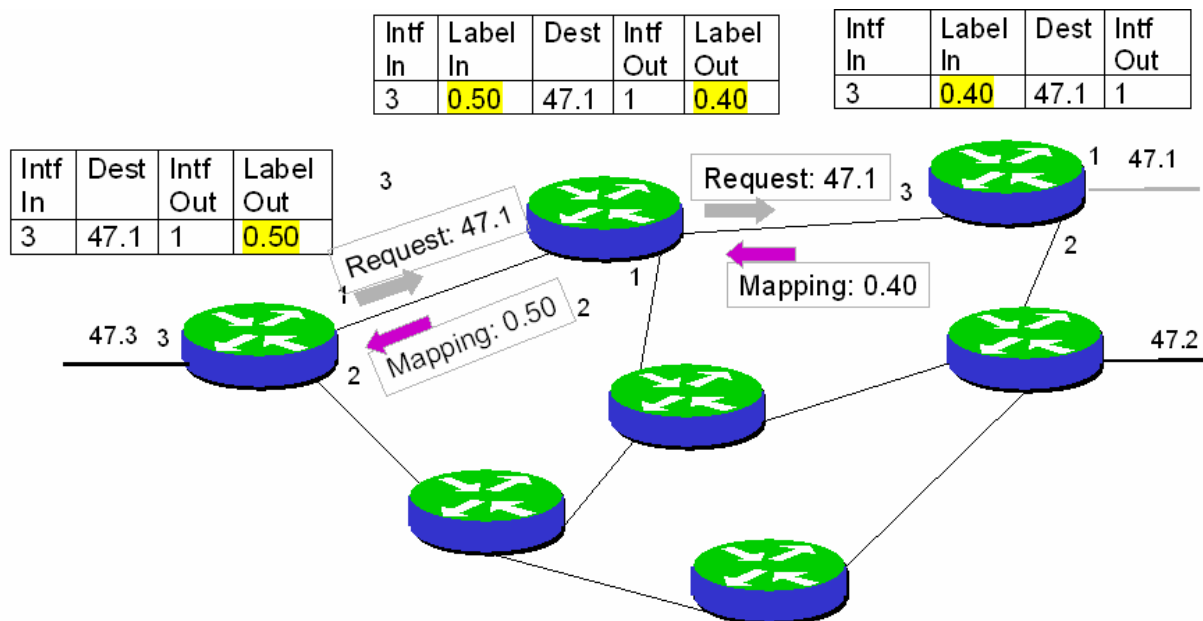
Ένας δρομολογητής που υποστηρίζει το MPLS ονομάζεται *Label Switching Router (LSR)*. Αν Ru και Rd δύο LSRs, τότε μπορεί να συμφωνήσουν μεταξύ τους ότι όταν ο Ru μεταδίδει κάποιο πακέτο στον Rd, ο πρώτος θα θέτει στην ετικέτα του πακέτου την τιμή L, αν και μόνο αν το πακέτο είναι μέλος ενός συγκεκριμένου FEC F. Μπορούν δηλαδή να συμφωνήσουν σε μία αντιστοίχιση (binding) μεταξύ της ετικέτας L και του FEC F για τα πακέτα που μεταδίδονται από το Ru στο Rd. Όσον αφορά την αντιστοίχιση αυτή, ο Ru ονομάζεται «*upstream LSR*» και ο Rd «*downstream LSR*». Η απόφαση αντιστοίχισης κάποιος ετικέτας σε κάποιο FEC λαμβάνεται από τον «downstream LSR». Αυτός θα αναλάβει να ενημερώσει τον «upstream LSR» για την αντιστοίχιση. Μια απόφαση αντιστοίχισης μπορεί να ληφθεί, είτε κατόπιν αιτήσεως από τον «downstream LSR» (η τεχνική αυτή ονομάζεται «*downstream-on-demand*»), είτε αυτόκλητα, χωρίς δηλαδή να έχει προηγηθεί κάποια αίτηση («*unsolicited downstream*» τεχνική). Η απόφαση σχετικά με το ποία από τις δυο τεχνικές θα εφαρμοσθεί, λαμβάνεται κατόπιν συνεννόησης μεταξύ των δύο γειτονικών LSRs. Αν η παραπάνω διαδικασία αντιστοίχισης εκτελεσθεί, για κάποιο FEC, από ένα αριθμό διαδοχικών LSRs, τότε ορίζεται ένα μονοπάτι το οποίο θα ακολουθήσουν όλα τα πακέτα που ανήκουν στο FEC. Το μονοπάτι αυτό ονομάζεται *Label Switched Path (LSP)*. Η κατασκευή των μονοπατιών στην περίπτωση αυτή εξαρτάται αποκλειστικά από πληροφορία που υπάρχει στον πίνακα δρομολόγησης (αφού αυτός χρησιμοποιείται για τον προσδιορισμό των «upstream LSR» και «downstream LSR» για κάποιο FEC). Παρακάτω, θα εξηγήσουμε ένα δεύτερο τρόπο κατασκευής LSPs, ο οποίος σχετίζεται άμεσα με το θέμα της διαχείρισης κυκλοφορίας (traffic engineering).

Ένα σύνολο των διαδικασιών με τις οποίες ένας LSR ενημερώνει κάποιον άλλο για μια αντιστοίχιση ετικέτας/FEC αποτελεί ένα *πρωτόκολλο κατανομής ετικέτας*. Ένα παράδειγμα διαδικασίας κατανομής ετικέτας παρουσιάζεται στο Σχήμα 3. Η αρχιτεκτονική του MPLS δεν υποθέτει την ύπαρξη ενός μόνο πρωτοκόλλου κατανομής ετικέτας. Αντιθέτως, έχουν προταθεί επεκτάσεις σε διάφορα ήδη υπάρχοντα πρωτόκολλα (όπως το RSVP [13], ή το BGP [14]) ώστε να υποστηρίζουν την κατανομή ετικέτας. Επίσης, καινούργια πρωτοκόλλα έχουν ορισθεί για τον ίδιο σκοπό. Το πρωτόκολλο που ορίστηκε πρώτο χρονικά (και ταυτόχρονα είναι το πιο διαδεδομένο) είναι το *Label Distribution Protocol* ή *LDP* [15]. Το LDP ορίζει την ανταλλαγή μηνυμάτων, τα οποία ανήκουν σε μια από τις παρακάτω κατηγορίες:

- *μηνύματα ανακάλυψης*, τα οποία χρησιμοποιούνται για την ανακοίνωση της παρουσίας ενός LSR στο δίκτυο

- *μηνύματα συνόδου*, μέσω των οποίων εγκαθίστανται, διατηρούνται και τερματίζονται σύνοδοι (sessions) μεταξύ των LSRs
- *μηνύματα ανακοίνωσης*, τα οποία χρησιμοποιούνται για τη δημιουργία, διαγραφή και αλλαγή αντιστοιχίσεων ετικέτας/FEC
- *μηνύματα ειδοποίησης*, τα οποία χρησιμοποιούνται για την ειδοποίηση κάποιου LSR σε περίπτωση που συμβεί κάποιο λάθος

Πρέπει να σημειωθεί ότι το LDP μπορεί να συνυπάρχει με τα πρωτοκόλλα κατανομής ετικέτας που θα παρουσιαστούν στη συνέχεια.



Σχήμα 3: Κατανομή ετικέτας στο MPLS

Ένα άλλο πολύ σημαντικό πρωτόκολλο κατανομής ετικέτας είναι το *Constraint-based Routing Label Distribution Protocol* (CR-LDP) [16]. Πρόκειται για μια επέκταση του LDP, η οποία δίνει τη δυνατότητα κατασκευής LSPs, των οποίων το μονοπάτι καθορίζεται ρητά από τον LSR στο σημείο εισόδου του δικτύου που ξεκίνησε τη διαδικασία δημιουργίας τους. Τα LSPs στην περίπτωση αυτή ονομάζονται *Constraint-based Routed Label Switched Paths* (CR-LSPs). Εκτός από το μονοπάτι, δίνεται η δυνατότητα καθορισμού επιπρόσθετων χαρακτηριστικών για ένα CR-LSP όπως:

- *μέγιστος ρυθμός μετάδοσης (peak rate)*, δηλαδή ο μέγιστος ρυθμός με τον οποίο η κίνηση θα μεταδίδεται στο CR-LSP
- *εγγυημένος ρυθμός μετάδοσης (committed rate)*, δηλαδή ο ρυθμός μετάδοσης τον οποίο το MPLS δίκτυο υποχρεούται να εξασφαλίσει ότι θα είναι διαθέσιμος για το CR-LSP
- *προτεραιότητα εγκατάστασης (setup priority) και διατήρησης (holding priority)*, των οποίων η λειτουργικότητα εφαρμόζεται κατά την κατασκευή ενός CR-LSP. Συγκεκριμένα, αν κατά μήκος του μονοπατιού δεν υπάρχουν διαθέσιμοι, όσοι πόροι ζητήθηκαν από ένα CR-LSP, τότε μπορούν να ελευθερωθούν πόροι από όσα CR-LSPs έχουν μικρότερη τιμή προτεραιότητας διατήρησης σε σχέση με την τιμή της



προτεραιότητας εγκατάστασης του πρώτου. Τα CR-LSPs από τα οποία αφαιρέθηκαν οι πόροι πρέπει να επαναδρομολογηθούν

Επιπλέον το CR-LDP παρέχει τη δυνατότητα τροποποίησης των παραπάνω παραμέτρων (βλέπε [17]) μετά τη δημιουργία ενός CR-LSP, π.χ. σε περίπτωση που αποφασισθεί ότι χρειάζεται να δεσμευθεί επιπλέον εύρος ζώνης. Ένας δεύτερος τρόπος κατασκευής LSPs με ρητά προσδιορισμένη διαδρομή και δέσμευση πόρων για την κίνηση που θα μεταφέρουν αυτά, είναι μέσω κάποιων επεκτάσεων που έχουν ορισθεί για το RSVP [13].

Μια σημαντική δυνατότητα που παρέχει το MPLS είναι η υποστήριξη των Differentiated Services [18], [19] καθώς επίσης και των Integrated Services [13], [20]. Όσον αφορά στις Differentiated Services, το MPLS εκμεταλλεύεται μια ομοιότητα που παρουσιάζουν τα δύο σχήματα. Συγκεκριμένα, στις Differentiated Services, τα πακέτα σηματοδοτούνται σύμφωνα με την κλάση υπηρεσίας στην οποία ανήκουν κατά την είσοδο τους στο δίκτυο και βάσει του σηματοδότη αποφασίζεται η μεταχείριση τους από τους επόμενους κόμβους. Στο MPLS, ανατίθεται μια ετικέτα στα πακέτα κατά την είσοδο τους στο δίκτυο, βάσει της οποίας αποφασίζεται η προώθηση των πακέτων από τους εσωτερικούς κόμβους. Δύο τεχνικές έχουν ορισθεί για τον προσδιορισμό της κλάσης υπηρεσίας που ανήκει ένα πακέτο σε ένα δίκτυο MPLS. Σύμφωνα με την πρώτη τεχνική, τα πακέτα που στέλνονται μέσω ενός LSP ανήκουν σε μία συγκεκριμένη κλάση υπηρεσίας των DS. Άρα ο προσδιορισμός της κλάσης υπηρεσίας γίνεται με βάση την πληροφορία της ετικέτας. Στην περίπτωση αυτή, το LSP ονομάζεται *Label-Only-Inferred-PSC<sup>2</sup>LSP* (L-LSP). Αν ορίζεται προτεραιότητα απόρριψης (discard priority) για τα πακέτα μιας κλάσης, η τιμή της αποθηκεύεται στο πεδίο *experimental* (Exp) της επικεφαλίδας του MPLS. Οι συνολικοί πόροι που έχουν δεσμευθεί στο σύνδεσμο ενός κόμβου του δικτύου MPLS για μια συγκεκριμένη κλάση των DS, είναι διαθέσιμοι για τα πακέτα όσων LSPs χρησιμοποιούν τον σύνδεσμο και ανήκουν στην κλάση αυτή. Στη δεύτερη τεχνική, τα πακέτα που στέλνονται μέσω ενός LSP, είναι δυνατό να ανήκουν σε διαφορετικές κλάσεις. Η κλάση υπηρεσίας, καθώς και η πιθανότητα απόρριψης, του πακέτου αποφασίζονται με βάση την τιμή του πεδίου Exp, ενώ τα LSPs της κατηγορίας αυτής ονομάζονται *EXP-Inferred-PSC LSPs* (E-LSPs). Οι πόροι που έχουν δεσμευθεί για μία κλάση των DS χρησιμοποιούνται από τα πακέτα των διαφόρων E-LSP τα οποία έχει αποφασισθεί (με βάση το Exp) ότι ανήκουν στην κλάση αυτή. Όσον αφορά στις Integrated Services, οι επεκτάσεις που έχουν ορισθεί στο RSVP δίνουν τη δυνατότητα συσχέτισης ροών του RSVP με ετικέτες. Ουσιαστικά για κάθε ροή που χρησιμοποιεί το RSVP, δημιουργείται ένα LSP και δεσμεύονται γι' αυτό οι πόροι που προσδιορίζει το μήνυμα RESV.

Συνολικά, τα πλεονεκτήματα που προσφέρει η χρήση του MPLS είναι πολλά και σημαντικά. Καταρχήν, η προώθηση των πακέτων από τους δρομολογητές γίνεται πολύ πιο γρήγορα σε σχέση με τη μέθοδο προώθησης του παραδοσιακού IP. Ταυτόχρονα, το επιπλέον κόστος (overhead) που προσθέτει η επικεφαλίδα του MPLS είναι πολύ μικρό (αφού το

---

<sup>2</sup> Ο όρος PSC (PHB Scheduling Class) αναφέρεται σε ένα σύνολο από PHBs τα οποία εφαρμόζονται σε ένα σύνολο από BAs για τα οποία έχει ορισθεί κάποια διάταξη. Ένα τέτοιο σύνολο είναι η ομάδα των PHBs (Assured Forward PHB group) μέσω της οποίας υλοποιούνται οι κλάσεις gold, silver και bronze της Olympic Service. Υπάρχει περίπτωση ένα PSC να αποτελείται από ένα μόνο PHB, όπως στην περίπτωση της Premium Service.

μέγεθος της είναι λίγα bytes) ή σε κάποιες περιπτώσεις (όταν μπορεί να χρησιμοποιηθεί η επικεφαλίδα επιπέδου 2 για τη μεταφορά της απαιτούμενης πληροφορίας του MPLS, όπως στο ATM [21, 22] ή το Frame Relay [23]) ανύπαρκτο. Επίσης, ένα πολύ σημαντικό χαρακτηριστικό του MPLS είναι η δυνατότητα κατασκευής LSPs, των οποίων το μονοπάτι προσδιορίζεται ρητά και για τα οποία μπορεί να γίνει δέσμευση πόρων. Τα υπάρχοντα δυναμικά πρωτόκολλα δρομολόγησης (OSPF, RIP, IS-IS) στο IP, επιλέγουν πάντα το συντομότερο μονοπάτι για να προωθήσουν την κίνηση. Η μέθοδος αυτή μπορεί να οδηγήσει σε προβληματικά φαινόμενα, όπως κάποιοι δρομολογητές και σύνδεσμοι κατά μήκος του συντομότερου μονοπατιού να παρουσιάζουν συχνά συμφόρηση, ενώ άλλοι κατά μήκος μακρύτερων μονοπατιών να μένουν ανενεργοί. Το πρόβλημα αυτό παρουσιάζεται και στο LDP, το οποίο επιλέγει μονοπάτια με βάση την πληροφορία που παρέχεται από τα πρωτόκολλα δρομολόγησης του IP. Κατασκευάζοντας LSPs (με χρήση του CR-LDP ή του RSVP) τα οποία δε χρησιμοποιούν το συντομότερο μονοπάτι και δρομολογώντας μέρος της κυκλοφορίας μέσω αυτών, μπορεί να αποφευχθεί το φαινόμενο της άνισης κατανομής του φόρτου στο δίκτυο. Κατά συνέπεια, το MPLS μπορεί να χρησιμοποιηθεί αποτελεσματικά ως μηχανισμός διαχείρισης κυκλοφορίας (traffic engineering). Συνυπολογίζοντας με τα παραπάνω, το γεγονός ότι το MPLS υποστηρίζει τις αρχιτεκτονικές των Differentiated και Integrated Services, μπορούμε βάσιμα να υποστηρίξουμε ότι το MPLS είναι μια πολύ καλή στο πρόβλημα της παροχής ποιότητας στο Internet. Ειδικότερα, ο συνδυασμός MPLS και Differentiated Services, αποτελεί μία πολύ ευέλικτη, επεκτάσιμη, άρα και ιδιαίτερα ελκυστική προσέγγιση.

## 2.4 Ελλείψεις των υπάρχοντων τεχνολογιών

Οι τεχνολογίες που παρουσιάστηκαν στις προηγούμενες ενότητες, προσπαθούν να επιλύσουν το πρόβλημα της παροχής ποιότητας υπηρεσίας σε δίκτυα IP. Όσον αφορά στην αρχιτεκτονική των Integrated Services, δεν μπορεί να αποτελέσει λύση του προβλήματος, λόγω της πολυπλοκότητας που παρουσιάζει, καθώς και της μη αποδοτικής επέκτασης της σε δίκτυα μεγάλου μεγέθους όπως είναι το Internet. Αντίθετα, η τεχνολογία MPLS και η αρχιτεκτονική των Differentiated Services χαρακτηρίζονται από την απαιτούμενη επεκτασιμότητα και ευελιξία, ώστε να μπορούν να εφαρμοστούν σε μεγάλα δίκτυα. Μέσω των Differentiated Services, δίνεται η δυνατότητα ορισμού διαφορετικών κλάσεων υπηρεσίας στο δίκτυο. Το MPLS παρέχει μηχανισμούς κατασκευής LSPs με ρητά προσδιορισμένη διαδρομή, μέσω των οποίων μπορεί να επιτευχθεί η αποδοτική διαχείριση της κυκλοφορίας. Κατασκευάζοντας ένα αριθμό από LSPs με διαφορετικό μονοπάτι για κάθε δυνατό προορισμό της κυκλοφορίας, μπορεί να κατανεμηθεί ο φόρτος στο δικτύου και να αποφευχθούν φαινόμενα κατά τα οποία κάποια τμήματα του δικτύου παρουσιάζουν συμφόρηση, ενώ άλλα υποχρησιμοποιούνται. Ο συνδυασμός του MPLS με την αρχιτεκτονική των Differentiated Services, αποτελεί μια προσέγγιση η οποία παρέχει μεγάλες δυνατότητες, όπως η παροχή ποιότητας υπηρεσίας και η διαχείριση κυκλοφορίας.

Παρόλα αυτά, ο συνδυασμός MPLS και Differentiated Services, δεν μπορεί να αποτελέσει από μόνος του λύση στα προβλήματα της διαχείρισης κυκλοφορίας και παροχής ποιότητας

υπηρεσίας. Με τη χρήση του MPLS, όπως αναφέραμε παραπάνω, δίνεται η δυνατότητα δρομολόγησης ροών ιδίου προορισμού μέσω διαφορετικών μονοπατιών. Το MPLS όμως, δεν παρέχει κάποιο μηχανισμό, ο οποίος θα αποφασίζει το συγκεκριμένο μονοπάτι μέσω του οποίου θα δρομολογείται κάθε νέα ροή που καταφθάνει στο δίκτυο. Επίσης, μέσω του συνδυασμού DS και MPLS, μπορούν να ορισθούν διαφορετικές κλάσεις υπηρεσίας και να δεσμευτούν πόροι σε κάθε σύνδεσμο του δικτύου, για την εξυπηρέτηση της κυκλοφορίας κάθε κλάσης. Δεν παρέχεται όμως κάποιος μηχανισμός ο οποίος θα αποφασίζει την ακριβή ποσότητα πόρων που πρέπει να δεσμευτεί σε κάθε σύνδεσμο, για κάθε κλάση. Αν θεωρήσουμε ότι με κάποιο τρόπο (π.χ. χρησιμοποιώντας εκτιμήσεις του μεγέθους της κυκλοφορίας ανά κλάση), ο διαχειριστής του δικτύου μπορεί να αποφασίσει την ποσότητα των πόρων που θα δεσμευτεί για κάθε κλάση στους συνδέσμους, υπάρχει περίπτωση οι πόροι που έχουν δεσμευτεί για κάποια κλάση να μην επαρκούν για την εξυπηρέτηση της αντίστοιχης κυκλοφορίας. Είναι λοιπόν αναγκαίος κάποιος μηχανισμός, ο οποίος θα εξετάζει αν απαιτείται να δεσμευτούν επιπλέον πόροι για μια κλάση σε κάποιους συνδέσμους του δικτύου, θα αποφασίζει την ποσότητα των επιπρόσθετων πόρων και θα εκτελεί τη δέσμευση. Σε περίπτωση που δεν υπάρχουν διαθέσιμοι, όσοι επιπρόσθετοι πόροι χρειάζονται, θα πρέπει οι πόροι αυτοί να αφαιρούνται από άλλες κλάσεις υπηρεσίας. Άρα ο μηχανισμός που διαχειρίζεται τους πόρους μεταξύ των κλάσεων, θα πρέπει να είναι σε θέση να ανακατανέμει τους πόρους αποφασίζοντας από ποιές κλάσεις θα αφαιρεθούν πόροι, ώστε να ανατεθούν σε κλάσεις οι οποίες τους έχουν ανάγκη.

Σύμφωνα με τα παραπάνω, διαπιστώνουμε ότι ένα δίκτυο DS/MPLS παρέχει δυνατότητες επίλυσης του προβλήματος που εξετάζουμε, αλλά δεν αποτελεί από μόνο του τη λύση του προβλήματος. Είναι λοιπόν απαραίτητη η ανάπτυξη συστημάτων διαχείρισης δικτύων DS/MPLS, τα οποία θα εκμεταλλεύονται τις παρεχόμενες δυνατότητες και θα προσθέτουν τη λειτουργικότητα που λείπει. Θα παρέχουν δηλαδή δυναμικούς μηχανισμούς δρομολόγησης ροών και διαχείρισης πόρων.



### 3. Περιγραφή βασικής θεωρίας και προτεινόμενη χρήση της σε δίκτυο MPLS που υποστηρίζει πολλαπλές κλάσεις υπηρεσίας

Στο κεφάλαιο αυτό, πραγματοποιείται αρχικά μια περιγραφή της θεωρίας των *συνεπαγόμενων κοστών* [24]. Η συγκεκριμένη θεωρία ασχολείται με τη δρομολόγηση κλήσεων και τη δέσμευση πόρων σε δίκτυα μεταγωγής κυκλώματος (circuit-switched). Στη συνέχεια, προτείνεται και αναλύεται ένας τρόπος εφαρμογής της θεωρίας, για τη δρομολόγηση ροών και τη διαχείριση πόρων, σε ένα δίκτυο IP το οποίο παρέχει διάφορες κλάσεις υπηρεσίας. Για την υποστήριξη πολλαπλών διαδρομών για κάθε ζευγάρι αφετηρίας-προορισμού κυκλοφορίας καθώς και για την παροχή διαφορετικών κλάσεων υπηρεσίας επιλέχθηκε ο συνδυασμός της αρχιτεκτονικής των Differentiated Services και της τεχνολογίας MPLS. Επιπλέον, προτείνεται μια μέθοδος διαφοροποίησης της ποιότητας υπηρεσίας που παρέχουν οι κλάσεις.

#### 3.1 Θεωρία συνεπαγόμενων κοστών

##### 3.1.1 Μοντέλο δικτύου

Θεωρούμε ένα δίκτυο μεταγωγής κυκλώματος το οποίο αποτελείται από  $N$  κόμβους. Οι κόμβοι διασυνδέονται μεταξύ τους μέσω συνδέσμων, των οποίων το πλήθος είναι  $K$ . Με  $k = 1, 2, \dots, K$  συμβολίζουμε ένα σύνδεσμο, ενώ με  $C_k$  συμβολίζουμε τη χωρητικότητα του. Η χωρητικότητα ενός συνδέσμου, εκφράζεται σε αριθμό κυκλωμάτων. Ένα υποσύνολο  $r \subset \{1, 2, \dots, K\}$  προσδιορίζει μία διαδρομή (route). Μεταξύ δυο κόμβων του δικτύου, ενδέχεται να υπάρχουν περισσότερες από μια δυνατές διαδρομές. Το σύνολο όλων των δυνατών διαδρομών στο δίκτυο συμβολίζεται με  $R$ . Κλήσεις που προσπαθούν να χρησιμοποιήσουν τη διαδρομή  $r$  καταφθάνουν σύμφωνα με μία διεργασία Poisson ρυθμού  $v_r$ . Οι διεργασίες Poisson για τις διάφορες διαδρομές  $r$  είναι ανεξάρτητες μεταξύ τους. Μια κλήση που προσπαθεί να εξυπηρετηθεί από τη διαδρομή  $r$  απορρίπτεται και χάνεται, αν έστω και σε ένα σύνδεσμο  $k \in r$  δεν υπάρχουν ελεύθερα κυκλώματα. Στην αντίθετη περίπτωση, η κλήση γίνεται αποδεκτή και δεσμεύει ένα κύκλωμα σε κάθε σύνδεσμο  $k \in r$  για χρονικό διάστημα ίσο με τη διάρκεια της κλήσης. Η χρονική διάρκεια μία κλήσης είναι ανεξάρτητη από τη χρονική διάρκεια προηγούμενων κλήσεων. Η χρονική διάρκεια των κλήσεων στη διαδρομή  $r$  δίνεται από την ίδια κατανομή για όλες τις κλήσεις, ενώ η μέση τιμή της είναι ίση με τη μονάδα.

##### 3.1.2 Περιγραφή θεωρίας

Έστω  $B_k$  η πιθανότητα αποκλεισμού (blocking probability) μιας κλήσης στο σύνδεσμο  $k$ . Για τον υπολογισμό του  $B_k$  χρησιμοποιείται η φόρμουλα του Erlang. Η φόρμουλα του Erlang δίνει την πιθανότητα αποκλεισμού σε ένα σύνδεσμο χωρητικότητας  $C$  κυκλωμάτων στον

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

οποίο προσφέρεται Poisson κίνηση ρυθμού  $\nu$  και ο τύπος της είναι ο εξής:

Αν τα  $B_k$ , για  $k = 1, 2, \dots, K$ , δίνονται από τη λύση των εξισώσεων

$$B_k = E\left(\sum_{r:k \in r} \nu_r \prod_{j \in r - \{k\}} (1 - B_j), C_k\right) \quad k = 1, 2, \dots, K \quad (1)$$

τότε μια προσέγγιση του ποσοστού των κλήσεων οι οποίες χάνονται στη διαδρομή  $r$  είναι

$$L_r = 1 - \prod_{k \in r} (1 - B_k) \quad (2)$$

Η ιδέα στην οποία βασίζεται η προσέγγιση αυτή, είναι ότι ο ρυθμός κυκλοφορίας  $\nu_r$  στη διαδρομή  $r$  μειώνεται κατά ένα παράγοντα  $1 - B_j$  σε κάθε σύνδεσμο  $j \in r - \{k\}$  πριν φτάσει στο σύνδεσμο  $k$ . Αν οι μειώσεις αυτές, μπορούν να θεωρηθούν ανεξάρτητες σε κάθε σύνδεσμο καθώς και ανεξάρτητες για όλες τις διαδρομές που περιέχουν το σύνδεσμο  $k$ , τότε η κίνηση που προσφέρεται στο σύνδεσμο  $k$  θα είναι Poisson με ρυθμό  $\rho_k$  ο οποίος δίνεται από το πρώτο όρισμα της φόρμουλας του Erlang στις εξισώσεις της σχέσης (1). Επίσης, ο ρυθμός  $\rho_{kr}$  με τον οποίο προσφέρει κυκλοφορία η διαδρομή  $r$  στο σύνδεσμο  $k$  δίνεται από τη σχέση

$$\rho_{kr} = \nu_r \prod_{j \in r - \{k\}} (1 - B_j) \quad (3)$$

Έστω  $B = (B_1, B_2, \dots, B_K)$ ,  $C = (C_1, C_2, \dots, C_K)$  και  $\nu = (\nu_r, r \in R)$ . Με  $B = B(\nu; C)$  συμβολίζουμε τη λύση του συστήματος εξισώσεων της σχέσης (1).

Για τον ορισμό κάποιου μέτρου της απόδοσης του δικτύου, θεωρούμε ότι η αποδοχή μίας κλήσης στη διαδρομή  $r$  αποφέρει κέρδος  $w_r$ . Ο ρυθμός με τον οποίο αποκομίζει κέρδη το δίκτυο είναι

$$W(\nu; C) = \sum_r w_r \lambda_r \quad (4)$$

όπου  $\lambda_r$  είναι ο ρυθμός με τον οποίο περνάει κίνηση (χωρίς να αποκλεισθεί σε κάποιο σύνδεσμο) από τη διαδρομή  $r$  και δίνεται από τη σχέση  $\lambda_r = \nu_r \prod_{k \in r} (1 - B_k)$ , με  $B = B(\nu; C)$ .

Με  $c_k$  συμβολίζουμε το *συνεπαγόμενο κόστος* του συνδέσμου  $k$  το οποίο δίνεται από τη λύση των εξισώσεων

$$c_k = \eta_k (1 - B_k)^{-1} \sum_{r:k \in r} \lambda_r (w_r - \sum_{j \in r - \{k\}} c_j) \quad (5)$$

με

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

και

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

Η σχέση (5) ορίζει ένα σύστημα εξισώσεων πρώτου βαθμού (με αγνώστους τα  $c_1, c_2, \dots, c_K$ ) άρα έχει μοναδική λύση. Με  $\eta_k$  συμβολίζουμε την αύξηση της πιθανότητας αποκλεισμού του συνδέσμου  $k$  σε περίπτωση που ελαττωθεί η χωρητικότητα του κατά ένα κύκλωμα. Το  $\eta_k$  υπολογίζεται μεμονωμένα σε κάθε σύνδεσμο. Δεν απαιτείται δηλαδή η λύση του συστήματος εξισώσεων που ορίζει η σχέση (1) (χρησιμοποιώντας την τιμή  $C_k - 1$  ως χωρητικότητα του συνδέσμου  $k$ ) για τον υπολογισμό του. Το  $\rho_k$  όπως έχουμε ήδη αναφέρει συμβολίζει το ρυθμό με τον οποίο προσφέρεται κυκλοφορία στο σύνδεσμο  $k$ . Αξίζει να σημειωθεί ότι το *συνεπαγόμενο κόστος*  $c_k$  αποτελεί ένδειξη της μελλοντικής απώλειας κέρδους του δικτύου αν

γίνει αποδεκτή μία κλήση στο σύνδεσμο  $k$ . Η αποδοχή μιας κλήσης στο σύνδεσμο  $k$  προκαλεί αύξηση της πιθανότητας αποκλεισμού του συνδέσμου επειδή δεσμεύεται ένα κύκλωμα για να εξυπηρετήσει την κλήση, άρα μειώνεται η διαθέσιμη χωρητικότητα του συνδέσμου  $k$ . Όμως, αύξηση της πιθανότητας αποκλεισμού σημαίνει ότι αυξάνεται η πιθανότητα να μη γίνει αποδεκτή μία κλάση η οποία προσπαθεί να χρησιμοποιήσει το σύνδεσμο, άρα αυξάνεται η πιθανότητα να χαθεί το κέρδος που θα απέφερε η αποδοχή της κλήσης. Αξίζει επίσης να σημειωθεί ότι μια αλλαγή στη χωρητικότητα του συνδέσμου  $k$ , επηρεάζει όλες τις διαδρομές που χρησιμοποιούν το συγκεκριμένο σύνδεσμο, άρα επηρεάζει και όλους τους υπόλοιπους συνδέσμους που χρησιμοποιούν οι διαδρομές αυτές. Για παράδειγμα, η αύξηση στην πιθανότητα αποκλεισμού στο σύνδεσμο  $k$  μπορεί να προκαλέσει μείωση στο ρυθμό με τον οποίο γίνονται αποδεκτές κλήσεις στη διαδρομή  $r$ . Το τελευταίο μπορεί να έχει ως αποτέλεσμα την αύξηση στο ρυθμό με τον οποίο γίνονται αποδεκτές κλήσεις σε διαδρομές οι οποίες χρησιμοποιούν κάποιο σύνδεσμο  $j \in r - \{k\}$ . Όλες αυτές οι αλληλεξαρτήσεις περιλαμβάνονται στη σχέση (5).

Στο [24] αποδεικνύεται από τον Kelly ότι

$$\frac{d}{dv_r} W(v; C) = (1 - L_r)(w_r - \sum_{k \in r} c_k) \quad (6)$$

Η παραπάνω σχέση δείχνει την επίδραση που έχει στο ρυθμό με τον οποίο αποκομίζει κέρδη το δίκτυο, η αύξηση της προσφερόμενης κίνησης στη διαδρομή  $r$ . Η ερμηνεία της σχέσης (6) είναι η εξής: μια επιπλέον κλήση στη διαδρομή  $r$  θα γίνει αποδεκτή με πιθανότητα  $1 - L_r$ : αν γίνει αποδεκτή θα αποφέρει κέρδος  $w_r$ , αλλά θα προκαλέσει κόστος  $c_k$  σε κάθε σύνδεσμο. Η σχέση αυτή είναι πολύ σημαντική και ιδιαίτερα χρήσιμη στην περίπτωση που μια κλήση μπορεί να εξυπηρετηθεί από περισσότερες από μια διαδρομές. Η διαδρομή που θα επιλεγεί για τη δρομολόγηση της κλήσης, είναι αυτή που θα επιφέρει τη μεγαλύτερη θετική μεταβολή στο κέρδος του δικτύου. Άρα η διαδρομή που θα επιλεγεί, θα πρέπει να έχει τη μεγαλύτερη τιμή στο γινόμενο  $(1 - L_r)(w_r - \sum_{k \in r} c_k)$ .

Μια άλλη εξίσωση, η οποία αποδεικνύεται στο [24], είναι η παρακάτω:

$$\frac{d}{dC_k} W(v; C) = c_k \quad (7)$$

Η εξίσωση αυτή δείχνει την επίδραση που έχει στο ρυθμό με τον οποίο αποκομίζει κέρδη το δίκτυο, μια ενδεχόμενη μεταβολή στη χωρητικότητα του συνδέσμου  $k$ . Συγκεκριμένα, η (7) υποδεικνύει ότι το συνεπαγόμενο κόστος αποτελεί μέτρο της ευαισθησίας του κέρδους του δικτύου σε πιθανές αλλαγές της χωρητικότητας στο σύνδεσμο  $k$ . Για παράδειγμα, η αύξηση της χωρητικότητας του συνδέσμου  $k$  κατά ένα κύκλωμα, θα προκαλέσει αύξηση στο κέρδος του δικτύου κατά  $c_k$  μονάδες. Αντίθετα, η μείωση της χωρητικότητας στο σύνδεσμο  $k$ , θα έχει ως αποτέλεσμα τη μείωση του κέρδους του δικτύου κατά  $c_k$  μονάδες.

Έστω  $s_r = (w_r - \sum_{k \in r} c_k)$ . Το  $s_r$  συμβολίζει το πλεονασματικό κέρδος που αποφέρει η αποδοχή μιας κλήσης στη διαδρομή  $r$ , αν δηλαδή από το κέρδος αφαιρέσουμε το κόστος. Η σχέση (5) μπορεί να ξαναγραφεί ως εξής:

$$c_k = \eta_k (1 - B_k)^{-1} \sum_{r:k \in r} \lambda_r (s_r + c_k) \quad (8)$$

Από τη σχέση (4), σε συνδυασμό με τη σχέση  $\lambda_r = \nu_r \prod_{k \in r} (1 - B_k)$ , προκύπτει ότι

$$\rho_{kr} = \lambda_r (1 - B_k)^{-1} \quad (9)$$

Έτσι, η (8) μετασχηματίζεται ως εξής:

$$c_k = \eta_k \sum_{r:k \in r} \rho_{rk} (s_r + c_k) \quad (10)$$

Οι παραπάνω σχέσεις μπορούν να τροποποιηθούν κατάλληλα ώστε να συμπεριλάβουν την περίπτωση όπου οι κλήσεις απαιτούν περισσότερα από ένα κυκλώματα σε κάποιες διαδρομές. Αν οι κλήσεις που εξυπηρετούνται από τη διαδρομή  $r$  χρειάζονται  $A_{kr}$  στο σύνδεσμο  $k$  τότε αποδεικνύεται ότι

$$c_k = \eta_k \sum_{r:k \in r} A_{kr} \rho_{rk} (s_r + c_k) \quad (11)$$

με

$$s_r = w_r - \sum_{k \in r} A_{kr} c_k \quad (12)$$

Ο τύπος υπολογισμού του  $\eta_k$  είναι ο ίδιος με την περίπτωση που όλες οι κλήσεις απαιτούν ένα κύκλωμα. Παρατηρούμε όμως ότι για κάθε διαδρομή  $r$  που χρησιμοποιεί το σύνδεσμο  $k$ , το  $\eta_k$  πολλαπλασιάζεται επί το  $A_{kr}$  της διαδρομής. Οι εξισώσεις (11) και (12) μπορούν να χρησιμοποιηθούν για τον κατανεμημένο προσεγγιστικό υπολογισμό του συνεπαγόμενου κόστους, δηλαδή κάθε κόμβος στο δίκτυο να υπολογίζει προσεγγιστικά την τιμή του συνεπαγόμενου κόστους για τους εξερχόμενους (outgoing) συνδέσμους του. Συγκεκριμένα, μπορούν να χρησιμοποιηθούν οι παρακάτω αναδρομικές εκδοχές των (11), (12)

$$c_k(n+1) = (1 - \alpha) c_k(n) + \alpha \eta_k(n) \sum_{r:k \in r} A_{kr} \rho_{rk}(n) (s_r(n) + c_k(n)) \quad (13)$$

$$s_r(n+1) = w_r - \sum_k A_{kr} c_k(n) \quad (14)$$

Το  $c_k(n)$  συμβολίζει μια εκτίμηση του συνεπαγόμενου κόστους  $c_k$  στο σύνδεσμο  $k$ , ενώ το  $s_r(n)$  υποδηλώνει μια εκτίμηση του πλεονασματικού κέρδους  $s_r$  που αποφέρει η αποδοχή μιας κλήσης στη διαδρομή  $r$ . Με  $\rho_{kr}(n)$  υποδηλώνεται μια εκτίμηση της προσφερόμενης κυκλοφορίας στο σύνδεσμο  $k$ , ενώ με  $\eta_k(n)$  υποδηλώνεται μια εκτίμηση της ποσότητας  $\eta_k$ . Με βάση τις τιμές αυτές υπολογίζονται οι νέες τιμές για το  $c_k$  (η οποία συμβολίζεται ως  $c_k(n+1)$ ) και για το  $s_r$  (η οποία συμβολίζεται με  $s_r(n+1)$ ) σύμφωνα με τους τύπους (13) και (14) αντίστοιχα. Όσον αφορά τον τύπο (13) μπορεί να παρατηρηθεί ότι για τον υπολογισμό του  $c_k$  χρησιμοποιείται η τεχνική της κινητού μέσου όρου (moving average). Η νέα τιμή του  $c_k$  περιλαμβάνει ένα ποσοστό της προηγούμενης τιμής του, καθώς και ένα ποσοστό του υπολογισμού της σχέσης (11). Το  $\alpha \in (0, 1)$  είναι μια σταθερά η οποία καθορίζει ακριβώς το ποσοστό με το οποίο συμμετέχει ο κάθε παράγοντας του αθροίσματος στον υπολογισμό της νέας τιμής του  $c_k$ . Αξίζει επίσης να παρατηρηθεί ότι στον υπολογισμό του  $c_k(n+1)$  συμμετέχουν μόνο τα  $\rho_{kr}(n)$  και  $s_r(n)$  των διαδρομών που χρησιμοποιούν το σύνδεσμο  $k$ , ενώ στον υπολογισμό του  $s_r(n+1)$  συμμετέχουν τα  $c_k(n)$  των συνδέσμων που χρησιμοποιεί η διαδρομή  $r$ . Άρα, με την κατάλληλη ανταλλαγή πληροφορίας μεταξύ των κόμβων, μπορούν οι



υπολογισμοί αυτοί να πραγματοποιηθούν κατανεμημένα. Ακόμα, μπορούμε να θεωρήσουμε ότι οι κόμβοι οι οποίοι αποτελούν αφετηρία για τις διαδρομές στο δίκτυο, έχουν τη δυνατότητα να υπολογίζουν την πιθανότητα αποκλεισμού  $L_r$  των διαδρομών τους. Τότε οι τιμές  $s_r$ ,  $L_r$ , όπως εξηγήσαμε παραπάνω, μπορούν να χρησιμοποιηθούν για την αποδοτική επιλογή διαδρομής εξυπηρέτησης των κλήσεων, σε περίπτωση που υπάρχουν περισσότερες από μια δυνατές διαδρομές για την εξυπηρέτησή τους. Υπενθυμίζουμε, ότι επιλέγεται η διαδρομή με τη μεγαλύτερη τιμή στο γινόμενο  $s_r(1 - L_r)$ , δηλαδή η πιο προσοδοφόρα για το δίκτυο. Ένας τρόπος με τον οποίο μπορεί να επιτευχθεί ο υπολογισμός των παραπάνω τιμών σε ένα κατανεμημένο σύστημα, καθώς και η πληροφορία που απαιτείται να ανταλλάσσεται μεταξύ των συστατικών του συστήματος, θα περιγραφεί αναλυτικά στο επόμενο κεφάλαιο.

### **3.2 Εφαρμογή της θεωρίας των συνεπαγόμενων κοστών σε δίκτυο MPLS που υποστηρίζει πολλαπλές κλάσεις υπηρεσίας**

Στην προηγούμενη ενότητα, παρουσιάστηκε η θεωρία των συνεπαγόμενων κοστών. Χρησιμοποιώντας τη θεωρία αυτή μπορούμε σε να επιλέγουμε διαδρομή για την εξυπηρέτηση των κλήσεων σε ένα δίκτυο μεταγωγής κυκλώματος με σκοπό τη μεγιστοποίηση του κέρδους του δικτύου. Στην ενότητα αυτή, θα παρουσιασθεί ο τρόπος με τον οποίο μπορεί να εφαρμοσθεί η θεωρία, για τη δρομολόγηση ροών σε ένα δίκτυο IP (και συγκεκριμένα δίκτυο MPLS) που υποστηρίζει διάφορες κλάσεις υπηρεσίας. Επίσης, θα δειχθεί ότι η θεωρία των συνεπαγόμενων κοστών μπορεί να έχει εφαρμογή στο πρόβλημα της διαχείρισης των πόρων μεταξύ των κλάσεων.

#### **3.2.1 Μοντέλο δικτύου**

Όπως έχει ήδη αναφερθεί, η θεωρία των συνεπαγόμενων κοστών αναφέρεται σε δίκτυα μεταγωγής κυκλώματος. Ένα βασικό χαρακτηριστικό των δικτύων του τύπου αυτού, είναι ότι πριν τη μετάδοση των δεδομένων, μεταξύ του αποστολέα και του παραλήπτη, εγκαθίσταται μια σύνδεση. Στους κόμβους του δικτύου δεσμεύονται πόροι, οι οποίοι χρησιμοποιούνται αποκλειστικά από την κυκλοφορία της σύνδεσης. Οι πόροι αποδεσμεύονται μετά τον τερματισμό της σύνδεσης, όταν δηλαδή ολοκληρωθεί η μετάδοση των δεδομένων. Επίσης, στα δίκτυα μεταγωγής κυκλώματος, πραγματοποιείται έλεγχος αποδοχής κλήσης (call admission control). Σε περίπτωση, δηλαδή, που δεν υπάρχουν οι απαιτούμενοι διαθέσιμοι πόροι για την εγκατάσταση της σύνδεσης, η κλήση απορρίπτεται. Αντίθετα, σε δίκτυα μεταγωγής αυτοδύναμων πακέτων, όπως τα δίκτυα IP, η μετάδοση των δεδομένων γίνεται χωρίς σύνδεση. Τα πακέτα προωθούνται ανεξάρτητα το ένα από το άλλο σε κάθε κόμβο του δικτύου. Δε γίνεται δέσμευση πόρων, ούτε εφαρμόζεται έλεγχος αποδοχής κλήσης. Για την αντιστοίχιση του δικτύου μεταγωγής κυκλώματος σε ένα δίκτυο IP, θα προσδιοριστούν στη συνέχεια κάποιες τεχνολογίες, οι οποίες θα πρέπει να υποστηρίζονται από το δεύτερο. Επιπλέον, μέσω των τεχνολογιών αυτών, θα δίνεται η δυνατότητα υποστήριξης διαφορετικών κλάσεων υπηρεσίας.

Καταρχήν θεωρούμε ότι από το δίκτυο IP υποστηρίζεται η τεχνολογία MPLS. Μια κλήση στο δίκτυο μεταγωγής κυκλώματος αντιστοιχίζεται σε μια ροή κυκλοφορίας στο δίκτυο MPLS. Όπως όλη η κυκλοφορία μίας κλήσης ακολουθεί μια συγκεκριμένη διαδρομή στο δίκτυο μεταγωγής κυκλώματος, έτσι όλα τα πακέτα μιας ροής ακολουθούν το ίδιο μονοπάτι σε ένα δίκτυο MPLS. Το μονοπάτι που θα ακολουθήσουν τα πακέτα μιας ροής, καθορίζεται από το LSP που αντιστοιχεί στο FEC στο οποίο ανήκει η ροή. Για την υποστήριξη πολλαπλών διαδρομών ανά προορισμό, μπορούν να δημιουργηθούν, από κάθε δρομολογητή στα σημεία εισόδου του δικτύου, LSPs για το ίδιο FEC, τα οποία θα χρησιμοποιούν διαφορετικά μονοπάτια. Υπενθυμίζουμε ότι στο MPLS δίνεται η δυνατότητα αυτή, αφού μπορούν να κατασκευαστούν (μέσω του CR-LDP ή του RSVP) LSPs των οποίων το μονοπάτι προσδιορίζεται ρητά.

Για την υποστήριξη διαφορετικών κλάσεων υπηρεσίας, επιλέχθηκε η αρχιτεκτονική των Differentiated Services. Η αρχιτεκτονική αυτή είναι αρκετά ευέλικτη, μπορεί να επεκταθεί αποδοτικά σε δίκτυα μεγάλου μεγέθους (εν αντιθέσει με την αρχιτεκτονική των Integrated Services) και ταυτόχρονα υποστηρίζεται από το MPLS. Σύμφωνα με την αρχιτεκτονική των Differentiated Services, σε κάθε σύνδεσμο στο δίκτυο, γίνεται δέσμευση πόρων ανά κλάση υπηρεσίας. Δίνεται δηλαδή η δυνατότητα προσδιορισμού κάποιας ποσότητας εύρους ζώνης, η οποία δεσμεύεται για την κίνηση μιας συγκεκριμένης κλάσης. Έτσι μπορούμε να θεωρήσουμε ότι ο φυσικός σύνδεσμος αποτελείται από νοητούς (virtual) συνδέσμους, των οποίων το πλήθος ισούται με τον αριθμό των διαφορετικών κλάσεων υπηρεσίας που έχουν οριστεί στο δίκτυο. Η χωρητικότητα ενός νοητού συνδέσμου ισούται με το εύρος ζώνης που έχει δεσμευτεί για την αντίστοιχη κλάση. Το σύνολο των νοητών συνδέσμων μιας κλάσης, ορίζει ένα νοητό δίκτυο. Προφανώς, η τοπολογία ενός νοητού δικτύου είναι όμοια με την φυσική τοπολογία του πραγματικού δικτύου.

Στο μοντέλο της θεωρίας των συνεπαγόμενων κοστών, οι κλήσεις που καταφθάνουν στο δίκτυο απαιτούν τη δέσμευση κάποιου αριθμού  $A_{kr}$  κυκλωμάτων σε κάθε σύνδεσμο  $k \in r$  κατά μήκος της διαδρομής  $r$  που δρομολογείται η κλήση. Αν δεν υπάρχουν αρκετά διαθέσιμα κυκλώματα σε κάποιο σύνδεσμο, τότε η κλήση απορρίπτεται. Στην περίπτωση του δικτύου DS/MPLS που εξετάζουμε, θεωρούμε ότι καταφθάνουν ροές οι οποίες ανήκουν σε κάποια από τις κλάσεις υπηρεσίας του δικτύου και έχουν συγκεκριμένες απαιτήσεις σε εύρος ζώνης. Για την αντιστοίχιση της πρώτης περίπτωσης στη δεύτερη, θεωρούμε ένα μοναδιαίο μέγεθος κυκλώματος το οποίο εκφράζεται σε μονάδες εύρους ζώνης. Το μέγεθος αυτό ισούται με τις ελάχιστες απαιτήσεις σε εύρος ζώνης που μπορεί να έχει μια ροή και αντιστοιχεί στην περίπτωση των κλήσεων που απαιτούν ένα κύκλωμα. Στη συνέχεια, θεωρούμε ότι οι απαιτήσεις σε εύρος ζώνης των ροών, εκφράζονται σε σχέση με το ελάχιστο μέγεθος κυκλώματος. Επίσης, οι χωρητικότητες των νοητών και πραγματικών συνδέσμων εκφράζονται κι αυτές με βάση το μοναδιαίο μέγεθος κυκλώματος. Αν, για παράδειγμα, οι ελάχιστες απαιτήσεις σε εύρος ζώνης που μπορεί να έχει μία ροή είναι 16 Kbps, τόσο θα είναι και το ελάχιστο μέγεθος κυκλώματος. Ένας σύνδεσμος με χωρητικότητα 155 Mbps θεωρούμε ότι αποτελείται από 9920 κυκλώματα. Αν στο σύνδεσμο αυτόν, έχουν δεσμευθεί τα 2Mbps για την κίνηση κάποιας κλάσης, ο νοητός σύνδεσμος που αντιστοιχεί στη κλάση θεωρούμε ότι αποτελείται από 128 κυκλώματα. Μια ροή που απαιτεί 192 Kbps ρυθμό εξυπηρέτησης,

ισοδυναμεί στο μοντέλο δικτύου μεταγωγής κυκλώματος με μία κλήση η οποία απαιτεί 12 κυκλώματα. Οι απαιτήσεις των ροών θα πρέπει να είναι ακέραια πολλαπλάσια του μοναδιαίου κυκλώματος. Σε περίπτωση που οι απαιτήσεις κάποιων ροών δεν μπορούν να εκφραστούν ως ακέραια πολλαπλάσια του μοναδιαίου κυκλώματος που αντιστοιχεί στις ελάχιστες απαιτήσεις που μπορεί να έχει μια ροή, θα πρέπει να επιλεγθεί κατάλληλα κάποια μικρότερη ποσότητα εύρους ζώνης ως μοναδιαίο κύκλωμα, ώστε όλες οι πιθανές απαιτήσεις εύρους ζώνης να μπορούν εκφραστούν ως ακέραια πολλαπλάσια της ποσότητας αυτής.

Με τον τρόπο που περιγράψαμε παραπάνω, έχουμε ορίσει έναν αριθμό από νοητά δίκτυα, που το καθένα αντιστοιχίζεται με ένα δίκτυο μεταγωγής κυκλώματος. Επιπλέον, με τον τρόπο αυτό οι ροές σε ένα δίκτυο DS/MPLS αντιστοιχούν σε κλήσεις που καταφθάνουν σε ένα δίκτυο μεταγωγής κυκλώματος. Είναι απαραίτητο να τονισθεί ότι στο δίκτυο DS/MPLS δεν εφαρμόζεται έλεγχος αποδοχής κλήσης. Η κυκλοφορία μίας ροής δεν αποκλείεται σε καμία περίπτωση, ακόμα και στην περίπτωση που δεν υπάρχει αρκετή διαθέσιμη χωρητικότητα σε κάποιο νοητό σύνδεσμο κατά μήκος της διαδρομής που επιλέχθηκε για τη δρομολόγηση της. Το αποτέλεσμα του μη αποκλεισμού μίας ροής, στην περίπτωση που κάποιος νοητός σύνδεσμος δεν έχει όσο διαθέσιμο εύρος ζώνης απαιτεί η ροή, εξαρτάται από τον τρόπο με τον οποίο υλοποιείται η δέσμευση πόρων στο σύνδεσμο. Συγκεκριμένα, υπάρχουν μηχανισμοί δέσμευσης πόρων οι οποίοι επιτρέπουν στην κίνηση μιας κλάσης να χρησιμοποιεί μόνο τους πόρους που έχουν δεσμευτεί για την κλάση αυτή. Αντίθετα, άλλοι μηχανισμοί παρέχουν τη δυνατότητα στην πλεονάζουσα κυκλοφορία μιας κλάσης να χρησιμοποιεί πόρους που έχουν δεσμευθεί για άλλες κλάσεις όταν δεν χρησιμοποιούνται από την κίνηση των κλάσεων αυτών. Στην πρώτη περίπτωση, αν οι πόροι που έχουν δεσμευτεί σε ένα σύνδεσμο για μια κλάση δεν επαρκούν για την εξυπηρέτηση της συνολικής κυκλοφορίας της κλάσης, τότε θα επιβαρυνθούν όλες οι ροές της κλάσης που χρησιμοποιούν το σύνδεσμο. Το διαθέσιμο εύρος ζώνης για τις ροές αυτές θα είναι μικρότερο από τις συνολικές απαιτήσεις τους. Άρα, ο ρυθμός εξυπηρέτησης κάθε ροής θα είναι μικρότερος από το ρυθμό εξυπηρέτησης που απαιτήσε. Στη δεύτερη περίπτωση, θα παρατηρηθεί μείωση στο ρυθμό εξυπηρέτησης των ροών αν στο φυσικό σύνδεσμο παρουσιάζεται συμφόρηση ή αν το άθροισμα των διαθέσιμων πόρων των υπολοίπων κλάσεων είναι μικρότερο από τις απαιτήσεις εύρους ζώνης της πλεονασματικής κίνησης της κλάσης.

### **3.2.2 Προσέγγιση διαφοροποίησης ποιότητας μεταξύ των κλάσεων υπηρεσίας**

Όπως αναφέραμε στην προηγούμενη παράγραφο, για την υποστήριξη διαφορετικών κλάσεων υπηρεσίας από το δίκτυο επιλέχθηκε η αρχιτεκτονική των Differentiated Services. Η αρχιτεκτονική αυτή, παρέχει ένα τρόπο ορισμού κλάσεων υπηρεσίας σε ένα δίκτυο. Δεν ορίζει ρητά συγκεκριμένες κλάσεις (όπως στην περίπτωση της αρχιτεκτονικής των Integrated Services). Ο ορισμός και η υλοποίηση των κλάσεων είναι θέμα του διαχειριστή του δικτύου ή του ISP. Παραδείγματα κλάσεων υπηρεσίας που έχουν ορισθεί σύμφωνα με την αρχιτεκτονική των Differentiated Services αναφέρονται στην ενότητα 2.2. Στην παράγραφο αυτή, θα παρουσιασθεί ένας νέος, διαφορετικός (σε σχέση με τα παραδείγματα) ορισμός κλάσεων υπηρεσίας.

Έστω  $S$  ο αριθμός των διαφορετικών κλάσεων υπηρεσίας που ορίζονται στο δίκτυο. Με  $x = 0, \dots, S-1$  συμβολίζουμε μια κλάση υπηρεσίας. Με  $C_{k(x)}$  συμβολίζουμε το εύρος ζώνης που έχει δεσμευθεί στο σύνδεσμο  $k$  για την κλάση  $x$ , άρα και τη χωρητικότητα του νοητού συνδέσμου που αντιστοιχεί στη  $x$ . Επίσης, σε κάθε σύνδεσμο  $k$  ορίζουμε μια ελάχιστη χωρητικότητα  $C_{k \min(x)}$  για την κλάση  $x$ , δηλαδή μια ελάχιστη ποσότητα εύρους ζώνης, η οποία εγγυόμαστε ότι θα είναι πάντα δεσμευμένη για την κυκλοφορία της κλάσης. Με  $\rho_{kx}$  συμβολίζουμε την προσφερόμενη κίνηση της κλάσης  $x$  στο σύνδεσμο  $k$ , ενώ με  $\rho_{rx}$  συμβολίζουμε την κίνηση που προσφέρει η διαδρομή  $r$  της κλάσης  $x$  σε κάθε σύνδεσμο  $k \in r$ . Ισχύει ότι

$$\rho_{kx} = \sum_{r:k \in r} \rho_{rx} \quad \forall x \in \{0, K, S-1\}$$

Διευκρινίζουμε ότι με τον όρο προσφερόμενη κίνηση της διαδρομής  $r$  εννοούμε το άθροισμα των απαιτήσεων σε εύρος ζώνης των ροών που χρησιμοποιούν τη διαδρομή  $r$ . Για να είναι εφικτός ο υπολογισμός της προσφερόμενης κίνησης μιας διαδρομής, θα πρέπει κάθε ροή να ανακοινώνει στο δίκτυο την κλάση υπηρεσίας στην οποία ανήκει και τις απαιτήσεις εύρους ζώνης που έχει. Συγκεκριμένα, οι τιμές αυτές θα πρέπει να ανακοινώνονται στον κόμβο εισόδου της ροής στο δίκτυο, ο οποίος θα επιλέξει τη διαδρομή που θα ακολουθήσει η ροή. Στη συνέχεια ο κόμβος αυτός θα αναλάβει να ενημερώσει τους ενδιάμεσους κόμβους σχετικά με την προσφερόμενη κίνηση της διαδρομής. Με τον τρόπο αυτό, θα μπορεί κάθε κόμβος να γνωρίζει την προσφερόμενη κίνηση ανά κλάση σε κάθε σύνδεσμο του.

Ως βαθμό υπερφόρτωσης  $f_{kx}$  μιας κλάσης  $x$  στο σύνδεσμο  $k$  ορίζουμε το παρακάτω πηλίκο:

$$f_{kx} = \frac{\rho_{kx} - C_{k(x)}}{C_{k(x)}} \quad (15)$$

Πρόκειται για το ποσοστό της πλεονασματικής κίνησης της κλάσης  $x$  στο σύνδεσμο  $k$ , σε σχέση με το εύρος ζώνης που έχει δεσμευθεί για την κλάση  $x$ . Για κάθε κλάση  $x = 1, \dots, S-1$  ορίζουμε την *επιτρεπτή διακύμανση του βαθμού υπερφόρτωσης*. Αυτή ορίζεται μέσω ενός κάτω φράγματος  $L_x$  και ενός άνω φράγματος  $U_x$ , μεταξύ των οποίων επιτρέπεται να κυμαίνεται ο βαθμός υπερφόρτωσης της κλάσης  $x$  σε κάθε σύνδεσμο του δικτύου. Άρα σε κάθε σύνδεσμο  $k$  θα πρέπει η χωρητικότητα  $C_{k(x)}$  της κλάσης  $x$  να ρυθμίζεται κατάλληλα ώστε να ισχύει

$$L_x \leq f_{kx} \leq U_x, \quad C_{k(x)} \geq C_{k \min(x)}$$

Η τιμή του βαθμού υπερφόρτωσης μιας κλάσης είναι αρνητικά συσχετισμένη με την ποιότητα εξυπηρέτησης που απολαμβάνει η κυκλοφορία της κλάσης. Μεγάλη τιμή του βαθμού υπερφόρτωσης, σημαίνει μεγάλο ποσοστό πλεονάζουσας προσφερόμενης κίνησης σε σχέση με τη χωρητικότητα της κλάσης, άρα και μεγάλο ποσοστό απώλειας πακέτων για την κυκλοφορία της κλάσης. Η τιμή του άνω φράγματος  $U_x$  ορίζει το μέγιστο βαθμό υπερφόρτωσης μιας κλάσης, άρα τη χειρότερη δυνατή ποιότητα εξυπηρέτησης για την κλάση. Αντίστοιχα, η τιμή του κάτω φράγματος  $L_x$  ορίζει τη βέλτιστη δυνατή ποιότητα εξυπηρέτησης. Για να διαφοροποιείται η ποιότητα υπηρεσίας μεταξύ των κλάσεων θα πρέπει να μην υπάρχουν κοινά διαστήματα μεταξύ των επιτρεπτών διακυμάνσεων των βαθμών υπερφόρτωσης. Αν θεωρήσουμε ότι όσο αυξάνεται ο δείκτης  $x$ , βελτιώνεται και η ποιότητα εξυπηρέτησης που παρέχει η αντίστοιχη κλάση, θα πρέπει να ισχύει ότι

$$L_{x-1} < U_x$$

Η παραπάνω σχέση ερμηνεύεται ως εξής: η χειρότερη επιτρεπτή ποιότητα εξυπηρέτησης μιας κλάσης θα πρέπει να είναι καλύτερη, από τη βέλτιστη επιτρεπτή ποιότητα εξυπηρέτησης της αμέσως χειρότερης (όσον αφορά την ποιότητα εξυπηρέτησης που παρέχει) κλάσης.

Για την κλάση 0, η οποία αντιστοιχεί σε best effort ποιότητα υπηρεσίας, δεν ορίζεται επιτρεπτή διακύμανση του βαθμού υπερφόρτωσης. Αφού δεν ορίζεται άνω φράγμα  $U_0$ , δεν ορίζεται και ελάχιστη επιτρεπτή ποιότητα εξυπηρέτησης. Άρα η κλάση αυτή δεν παρέχει καμία εγγύηση, όσον αφορά την ποιότητα εξυπηρέτησης, στην κυκλοφορία της. Στην κλάση 0 ανατίθενται όσοι πόροι από τη συνολική χωρητικότητα του συνδέσμου μένουν διαθέσιμοι, δηλαδή ισχύει

$$C_{k(0)} = C_k - \sum_{x=1}^{S-1} C_{k(x)}, \quad C_{k(0)} \geq C_{k \min(0)}$$

Για την καλύτερη κλάση  $S-1$ , μπορούμε να ορίσουμε  $U_{S-1} = 0$  και  $L_{S-1} < 0$ . Στην περίπτωση αυτή, σε κάθε σύνδεσμο  $k$ , θα ισχύει ότι  $\rho_{k(S-1)} \leq C_{k(S-1)}$ . Δηλαδή, η χωρητικότητα της κλάσης θα είναι πάντα τουλάχιστον ίση με την προσφερόμενη κίνηση. Έτσι, για την κυκλοφορία της κλάσης αυτής δεν θα πρέπει να συμβαίνουν απώλειες πακέτων. Επίσης, λόγω του ότι πραγματοποιείται over-provisioning, τα πακέτα που ανήκουν στην κλάση  $S-1$  θα υφίστανται μικρές καθυστερήσεις αναμονής στις ουρές (queueing delay). Άρα η κλάση υπηρεσίας αυτή είναι κατάλληλη για εφαρμογές οι οποίες απαιτούν αυστηρές εγγυήσεις όσον αφορά το ρυθμό εξυπηρέτησης και μικρές καθυστερήσεις για τα πακέτα τους. Ένα παράδειγμα τέτοιας κατηγορίας εφαρμογών είναι οι εφαρμογές πραγματικού χρόνου.

Με βάση όσα ορίστηκαν παραπάνω, μπορούμε να κάνουμε μια εκτίμηση της απόκλισης του μέσου throughput  $t_{sx}$  που θα επιτύχει μια ροή  $s$ , σε σχέση με τις απαιτήσεις της σε εύρος ζώνης  $r_{sx}$ , δεδομένου της κλάσης υπηρεσίας  $x$  στην οποία ανήκει. Ο ρυθμός εξυπηρέτησης  $t_{kx}$  της κυκλοφορίας της κλάσης  $x$  σε ένα σύνδεσμο  $k$  θα είναι ίσος με το εύρος ζώνης  $C_{k(x)}$  που έχει δεσμευθεί για τη  $x$ . Σύμφωνα με τον ορισμό του βαθμού υπερφόρτωσης της σχέσης (15), θα ισχύει

$$t_{kx} = C_{k(x)} = \frac{\rho_{kx}}{1 + f_{kx}}$$

Επίσης γνωρίζουμε ότι  $L_x \leq f_{kx} \leq U_x$ , άρα

$$\frac{\rho_{kx}}{1 + U_x} \leq C_{k(x)} \leq \frac{\rho_{kx}}{1 + L_x} \quad (16)$$

Μπορούμε να θεωρήσουμε ότι το εύρος ζώνης που χρησιμοποιεί μια ροή  $s$ , η οποία συμμετέχει στη συνολική κυκλοφορία  $\rho_{kx}$ , είναι ανάλογο του ρυθμού  $r_{sx}$  αποστολής της. Έστω π.χ., ότι από έναν νοητό σύνδεσμο χωρητικότητας 1 Mbps εξυπηρετείται η κίνηση δύο ροών. Ο ρυθμός αποστολής της μιας ροής είναι 0,9 Mbps και της άλλης 0,6 Mbps, άρα ισχύει μία αναλογία 6:4 όσον αφορά τους ρυθμούς αποστολής. Μπορούμε να θεωρήσουμε ότι και για το εύρος ζώνης που θα χρησιμοποιεί η κάθε ροή ισχύει η αναλογία αυτή. Δηλαδή το throughput της πρώτης ροής θα είναι 0,6 Mbps και της δεύτερης 0,4 Mbps. Με βάση τα παραπάνω, καθώς και τον ορισμό της προσφερόμενης κίνησης, στο σύνδεσμο  $k$  θα ισχύει ότι:

- η προσφερόμενη κίνηση της κλάσης  $x$  στο σύνδεσμο  $k$  είναι  $\rho_{kx} = \sum_{s \in k, x} r_{sx}$
- ο ρυθμός εξυπηρέτησης της συνολικής κυκλοφορίας της κλάσης  $x$  στο σύνδεσμο  $k$  είναι  $t_{kx} = C_{k(x)}$
- ο ρυθμός εξυπηρέτησης  $t_{sxx}$  της ροής  $s$  στο σύνδεσμο  $k$  θα είναι

$$t_{sxx} = t_{kx} \frac{r_{sx}}{\rho_{kx}} = C_{k(x)} \frac{r_{sx}}{\rho_{kx}}$$

Άρα σύμφωνα με τη σχέση (16), το throughput  $t_{sxx}$  της ροής  $s$  στο σύνδεσμο  $k$  θα είναι

$$\frac{r_{sx}}{1+U_x} \leq t_{sxx} \leq \frac{r_{sx}}{1+L_x} \quad (17)$$

Όμως η (17) ισχύει σε κάθε σύνδεσμο που χρησιμοποιεί η  $s$ , οπότε για το throughput που τελικά θα επιτευχθεί από τη ροή θα ισχύει

$$\frac{r_{sx}}{1+U_x} \leq t_{sx} \leq \frac{r_{sx}}{1+L_x} \quad (18)$$

Έτσι, μια πηγή μπορεί μέσω της σχέσης (18) να εκτιμήσει βάσει της κλάσης υπηρεσίας που ανήκει και των απαιτήσεων εύρους ζώνης της το μέσο throughput που θα πετύχει.

Στις παραπάνω σχέσεις μπορούμε να παρατηρήσουμε ότι εμφανίζονται οι λόγοι  $1/(1+U_x)$  και  $1/(1+L_x)$ . Ο λόγος  $1/(1+U_x)$  εκφράζει την ελάχιστη τιμή του ποσοστού των απαιτήσεων εύρους ζώνης της κυκλοφορίας της κλάσης  $x$  που θα ικανοποιηθεί από το δίκτυο. Αντίστοιχα, ο λόγος  $1/(1+L_x)$  εκφράζει τη μέγιστη τιμή του ποσοστού. Οπότε, ο ορισμός των κλάσεων στο δίκτυο μέσω του ορισμού της επιτρεπτής διακύμανσης του βαθμού υπερφόρτωσης για κάθε κλάση θα μπορούσε να αντικατασταθεί από τον ορισμό του ελαχίστου και μέγιστου ποσοστού εξυπηρέτησης των απαιτήσεων εύρους ζώνης της κυκλοφορίας κάθε κλάσης. Με τον τρόπο αυτό θα ήταν πιο κατανοητός ο ορισμός των κλάσεων καθώς και η ποιότητα αυτών. Έτσι ο διαχειριστής του δικτύου θα μπορούσε να ορίζει το μέγιστο ποσοστό  $M_x = 1/(1+L_x)$  κάλυψης των απαιτήσεων εύρους ζώνης της κυκλοφορίας της κλάσης  $x$  και το αντίστοιχο ελάχιστο ποσοστό  $m_x = 1/(1+U_x)$ . Στη συνέχεια, με βάση τα  $M_x, m_x$  θα υπολογίζονταν η επιτρεπτή διακύμανση του βαθμού υπερφόρτωσης κάθε κλάσης.

Συνοψίζοντας, μπορούμε να αναφέρουμε ότι ο ορισμός ενός αριθμού κλάσεων υπηρεσίας, με τη μέθοδο που παρουσιάστηκε στην υποενότητα αυτή, ισοδυναμεί με τον ορισμό ενός αριθμού νοητών δικτύων, που το καθένα παρουσιάζει διαφορετικό μέγεθος συμφόρησης. Η συμφόρηση που παρουσιάζει κάθε νοητό δίκτυο είναι ελεγχόμενη και το μέγεθος της καθορίζει την ποιότητα υπηρετήσης που παρέχει η αντίστοιχη κλάση.

### 3.2.3 Προτεινόμενη εφαρμογή της θεωρίας των συνεπαγομένων κοστών

Στην παράγραφο 3.2.1 ορίσαμε ένα αριθμό από νοητά δίκτυα πάνω από ένα δίκτυο IP χρησιμοποιώντας την αρχιτεκτονική DS/MPLS. Επίσης διαπιστώσαμε ότι καθένα από τα νοητά δίκτυα μπορεί να αντιστοιχισθεί με ένα δίκτυο μεταγωγής κυκλώματος. Τα χαρακτηριστικά των νοητών δικτύων, ούτως ώστε να διαφοροποιείται η ποιότητα εξυπηρέτησης που παρέχουν, ορίσθηκαν στην παράγραφο 3.2.2. Στην παρούσα υποενότητα,

θα αναλυθεί ο τρόπος με τον οποίο μπορεί να εφαρμοσθεί η θεωρία των συνεπαγόμενων κοστών για τη δρομολόγηση ροών στα νοητά δίκτυα, αλλά και για τη διαχείριση των πόρων που διαμοιράζονται αυτά.

### 3.2.3.1 Εφαρμογή της θεωρίας των συνεπαγόμενων κοστών

Τα συνεπαγόμενα κόστη παρέχουν ένα μηχανισμό επιλογής διαδρομής για τη δρομολόγηση των κλήσεων σε ένα δίκτυο μεταγωγής κυκλώματος, με σκοπό τη μεγιστοποίηση του κέρδους που αποκομίζει τις κλήσεις, ο παροχέας του δικτύου. Υπενθυμίζουμε, ότι αν υπάρχουν περισσότερες από μία διαδρομές που μπορούν να εξυπηρετήσουν μια κλήση, επιλέγεται αυτή με την μεγαλύτερη τιμή στο γινόμενο  $s_r(1 - L_r)$ . Στα νοητά δίκτυα που εξετάζουμε, θεωρούμε ότι μεταξύ κάθε πιθανού ζεύγους <κόμβος εισόδου του δικτύου, κόμβος εξόδου του δικτύου> υποστηρίζεται ένας πλήθος διαφορετικών δυνατών διαδρομών. Όπως έχουμε ήδη αναφέρει, οι διαδρομές αυτές υλοποιούνται μέσω LSPs, τα οποία χρησιμοποιούν διαφορετικό μονοπάτι. Για κάθε διαδρομή  $r$  ενός νοητού δικτύου, θα πρέπει να υπολογίζονται οι τιμές των  $s_r$  και  $L_r$ .

Για τον υπολογισμό του  $s_r$  πρέπει καταρχήν να ορίσουμε το  $w_r$  των διαδρομών κάθε νοητού δικτύου. Με  $w_r$  συμβολίζουμε το κέρδος που αποφέρει η αποδοχή μιας κλήσης στη διαδρομή  $r$ . Στο δίκτυο DS/MPLS το  $w_r$  ισοδυναμεί με το κέρδος του παροχέα κατά την εξυπηρέτηση μιας ροής στη διαδρομή  $r$ . Σύμφωνα με τη θεωρία, μια διαδρομή εξυπηρετεί κλήσεις συγκεκριμένων απαιτήσεων ( $A_{kr}$ ) σε κυκλώματα. Άρα, μια διαδρομή χαρακτηρίζεται από το μονοπάτι που ακολουθεί και από το  $A_{kr}$ . Ροές, οι οποίες απαιτούν μεγάλο αριθμό κυκλωμάτων, θα πρέπει να χρεώνονται ακριβότερα, από ροές που απαιτούν μικρότερο αριθμό κυκλωμάτων. Αυτό σημαίνει ότι για μεγαλύτερες τιμές του  $A_{kr}$ , θα πρέπει να έχουμε και μεγαλύτερες τιμές του  $w_r$ . Επίσης, οι τιμές των  $w_r$  ενός νοητού δικτύου, θα πρέπει να σχετίζονται με την ποιότητα εξυπηρέτησης που παρέχει το νοητό δίκτυο. Δηλαδή, το  $w_r$  μίας διαδρομής, που εξυπηρετεί κλήσεις<sup>3</sup> που απαιτούν  $A_{kr}$  κυκλώματα, σε ένα νοητό δίκτυο που παρέχει κάποια ποιότητα εξυπηρέτησης, θα πρέπει να είναι υψηλότερο από το  $w_r$  των διαδρομών που εξυπηρετούν ιδίων απαιτήσεων κλήσεις, σε όσα νοητά δίκτυα παρέχουν χειρότερη ποιότητα εξυπηρέτησης. Αυτό σημαίνει ότι όσο πιο καλή ποιότητα εξυπηρέτησης απολαμβάνει μια ροή, τόσο πιο ακριβά χρεώνεται. Πρέπει να σημειωθεί ότι το  $w_r$  δεν αντιπροσωπεύει τιμή ανά μονάδα χρόνου αλλά μια σταθερή ποσότητα χρημάτων που αποκομίζεται από κάθε ροή δεδομένης κλάσης και απαιτήσεων εύρους ζώνης ανεξαρτήτως της διάρκειας της. Ο λόγος για τον οποίο δεν λαμβάνεται υπόψη η διάρκεια των ροών στη χρέωση τους είναι ότι θεωρούμε πως οι ροές ίδιων απαιτήσεων και κλάσης υπηρεσίας έχουν ίδια μέση διάρκεια.

Στον υπολογισμό του  $s_r$  συμμετέχει επίσης η τιμή του συνεπαγόμενου κόστους  $c_k$  στους συνδέσμους  $k$ , τους οποίους χρησιμοποιεί η διαδρομή  $r$ . Κάθε κόμβος, θα πρέπει να υπολογίζει την τιμή του συνεπαγόμενου κόστους για κάθε εξερχόμενο νοητό σύνδεσμο του. Ένας κόμβος

---

<sup>3</sup> Δεδομένου ότι έχει οριστεί η αντιστοιχία μεταξύ ροών και κλήσεων, ο όρος κλήση θα χρησιμοποιείται στη συνέχεια του κειμένου ως συνώνυμο του όρου ροή.

ο οποίος αποτελεί αφετηρία για κάποια διαδρομή  $r$  θα πρέπει να συλλέγει την τιμή του  $c_k$  όσων νοητών συνδέσμων  $k \in r$  χρησιμοποιεί η διαδρομή. Γνωρίζοντας και το  $w_r$  της διαδρομής θα είναι σε θέση να υπολογίσει το  $s_r$ , χρησιμοποιώντας τη σχέση (14). Οποτε αλλάζει το συνεπαγόμενο κόστος  $c_k$  σε κάποιο νοητό σύνδεσμο  $k$ , θα πρέπει ο κόμβος που είναι υπεύθυνος για τον  $k$  να ενημερώνει κατάλληλα όσους κόμβους αποτελούν αφετηρία κάποιας διαδρομής που χρησιμοποιεί τον  $k$ .

Για τον υπολογισμό του συνεπαγόμενου κόστους  $c_k$  σε ένα νοητό σύνδεσμο  $k$ , απαιτείται η τιμή  $\rho_{kr}$  της κίνησης που προσφέρει στο σύνδεσμο κάθε διαδρομή που τον χρησιμοποιεί, καθώς και το  $s_r$  των διαδρομών αυτών. Ως τιμή για την προσφερόμενη κίνηση μιας διαδρομής, χρησιμοποιείται το άθροισμα των απαιτήσεων σε εύρος ζώνης όσων κλήσεων χρησιμοποιούν τη διαδρομή. Χρησιμοποιείται δηλαδή ο ορισμός της προσφερόμενης κίνησης διαδρομής της υποενότητας 3.2.2. Την κίνηση που προσφέρει κάποια διαδρομή, σύμφωνα με τον ορισμό αυτόν, είναι σε θέση να την υπολογίζει ο κόμβος που αποτελεί αφετηρία για τη διαδρομή. Δεδομένου ότι μια διαδρομή εξυπηρετεί ροές ίδιων απαιτήσεων σε κυκλώματα, για τον υπολογισμό της προσφερόμενης κίνησης της διαδρομής, αρκεί η γνώση του πλήθους των ενεργών ροών που τη χρησιμοποιούν. Άρα οι κόμβοι που αποτελούν αφετηρία για κάποια διαδρομή, θα πρέπει να ενημερώνουν όσους ενδιάμεσους κόμβους έχουν σύνδεσμο που χρησιμοποιεί η διαδρομή, σχετικά με την προσφερόμενη κίνηση και το  $s_r$  της. Στη συνέχεια, ο υπολογισμός του συνεπαγόμενου κόστους σε ένα νοητό σύνδεσμο μπορεί πραγματοποιηθεί χρησιμοποιώντας τη σχέση (13).

### 3.2.3.2 Υπολογισμός πιθανότητας αποκλεισμού

Ένας κόμβος που αποτελεί αφετηρία για κάποιες διαδρομές, για να επιλέγει την πιο προσοδοφόρα κάθε φορά που καταφθάνει μια καινούργια κλήση, εκτός από το  $s_r$  πρέπει να γνωρίζει και την πιθανότητα αποκλεισμού  $L_r$  των διαδρομών αυτών. Η πιθανότητα αποκλεισμού μιας διαδρομής σύμφωνα με τη θεωρία δίνεται από τη σχέση (2):

$$L_r = 1 - \prod_{k \in r} (1 - B_k)$$

Όμως, όπως έχουμε αναφέρει, σε ένα δίκτυο DS/MPLS δεν εφαρμόζεται έλεγχος αποδοχής κλήσης. Οι ροές δεν αποκλείονται σε καμία περίπτωση, άρα όλες οι κλήσεις γίνονται αποδεκτές. Είναι λοιπόν απαραίτητο να ορισθεί ένα μέγεθος αντίστοιχο της πιθανότητας αποκλεισμού  $B_k$  του μοντέλου μεταγωγής κυκλώματος, για τους νοητούς συνδέσμους  $k$ . Η πιθανότητα αποκλεισμού  $B_{k(x)}$  για ένα νοητό σύνδεσμο  $k$  που εξυπηρετεί κυκλοφορία της κλάσης  $x$ , ορίζεται ως εξής:

$$B_{k(x)} = \frac{\rho_{kx} - C_{k(x)}}{\rho_{kx}} \text{ αν } \rho_{kx} > C_{k(x)}, \text{ αλλιώς } B_{k(x)} = 0 \quad (19)$$

Το μέγεθος αυτό αντιστοιχεί στο ποσοστό της κυκλοφορίας η οποία θα αποκλείονταν στο νοητό σύνδεσμο  $k$ , αν εφαρμόζονταν έλεγχος αποδοχής κλήσης. Με τον τρόπο που ορίστηκαν οι κλάσεις υπηρεσίας στην προηγούμενη υποενότητα, χρησιμοποιώντας τη σχέση (16) μπορούμε να υπολογίσουμε το διάστημα μεταξύ του οποίου θα κυμαίνεται η πιθανότητα αποκλεισμού για ένα νοητό σύνδεσμο  $k$ . Συγκεκριμένα θα ισχύει ότι



$$\frac{L_x}{1+L_x} \leq B_{k(x)} \leq \frac{U_x}{1+U_x}$$

Επίσης, επειδή  $U_x > L_{x-1}$  θα ισχύει ότι

$$B_{k(x)} < B_{k(x-1)}$$

Δηλαδή, η πιθανότητα αποκλεισμού σε ένα νοητό σύνδεσμο που αντιστοιχεί σε μία κλάση υπηρεσίας  $x$ , θα είναι μικρότερη από την πιθανότητα αποκλεισμού στο νοητό σύνδεσμο που αντιστοιχεί στην αμέσως χειρότερη (όσον αφορά την ποιότητα υπηρεσίας που παρέχει) κλάση  $x-1$ .

Στο μοντέλο δικτύου μεταγωγής κυκλώματος της θεωρίας, η κίνηση  $v_r$  που προσφέρεται σε μία διαδρομή  $r$ , διαφέρει από την κίνηση  $\rho_{kr}$  που προσφέρει η διαδρομή  $r$  στο σύνδεσμο  $k$ , αφού ισχύει η σχέση

$$\rho_{kr} = v_r \prod_{j \in r - \{k\}} (1 - B_j)$$

Στον υπολογισμό της πιθανότητας αποκλεισμού του συνδέσμου στη θεωρία των συνεπαγόμενων κοστών συμμετέχει το  $\rho_{kr}$ , δηλαδή η κίνηση  $v_r$  που προσφέρεται στη διαδρομή  $r$  μειωμένη κατά ένα παράγοντα  $1 - B_j$  για κάθε σύνδεσμο  $j \in r - \{k\}$ . Στο δίκτυο DS/MPLS, με βάση τον ορισμό της προσφερόμενης κίνησης και το γεγονός ότι δεν εφαρμόζεται έλεγχος αποδοχής κλήσης, η κίνηση που προσφέρει μια διαδρομή σε ένα νοητό σύνδεσμο ισούται με την κίνηση που προσφέρεται στη διαδρομή, δηλαδή ισχύει ότι  $\rho_{rk} = v_r$ . Έτσι το  $v_r$  συμμετέχει στο υπολογισμό της πιθανότητας αποκλεισμού  $B_{k(x)}$  σε κάθε  $k \in r$ , χωρίς να μειώνεται κατά τον παράγοντα  $\prod_{j \in r - \{k\}} (1 - B_j)$ . Επομένως, η τιμή της πιθανότητας

αποκλεισμού ενός νοητού συνδέσμου θα είναι μεγαλύτερη από την τιμή της αντίστοιχης πιθανότητας ενός συνδέσμου σε ένα δίκτυο μεταγωγής κυκλώματος με τον τρόπο που υπολογίζεται από τη θεωρία των συνεπαγόμενων κοστών. Αν λοιπόν χρησιμοποιηθεί ο τύπος (2) για τον υπολογισμό της πιθανότητας αποκλεισμού διαδρομής, η τιμή της πιθανότητας αυτής για διαδρομές που χρησιμοποιούν πολλούς συνδέσμους θα είναι πολύ μεγάλη. Κατά συνέπεια, οι διαδρομές αυτές θα επιλέγονταν σπάνια. Έτσι, αντί για τη σχέση (2), για τον υπολογισμό της πιθανότητας αποκλεισμού μιας διαδρομής στο δίκτυο DS/MPLS προτείνεται η χρήση του παρακάτω τύπου:

$$L_r = \max_{k \in r} B_{k(x)} \quad (20)$$

### 3.2.3.3 Δυναμική διαχείριση πόρων

Για την διατήρηση του βαθμού υπερφόρτωσης  $f_{kx}$  μιας κλάσης  $x$  σε κάθε σύνδεσμο  $k$  στα επιτρεπτά επίπεδα (δηλαδή για να ισχύει σε κάθε σύνδεσμο  $k$   $L_x \leq f_{kx} \leq U_x$ ), θα πρέπει να υπάρχει σε κάθε κόμβο του δικτύου ένας δυναμικός μηχανισμός ο οποίος θα διαμοιράζει τους διαθέσιμους πόρους στις διάφορες κλάσεις. Σε περίπτωση που η προσφερόμενη κίνηση μιας κλάσης  $\rho_{kx}$  αυξηθεί αρκετά, ώστε  $f_{kx} > U_x$ , θα πρέπει να δεσμευτούν επιπλέον πόροι για την κλάση με σκοπό την επαναφορά του βαθμού υπερφόρτωσης στα επιτρεπτά επίπεδα. Οι πόροι

αυτοί θα πρέπει να αφαιρεθούν από κάποια άλλη κλάση. Το κριτήριο, με το οποίο μπορούμε να αποφασίζουμε από ποιές κλάσεις μπορεί να αφαιρέσει πόρους μια κλάση που τους έχει ανάγκη, προτείνεται να είναι η τιμή του συνεπαγόμενου κόστους στο νοητό σύνδεσμο που αντιστοιχεί σε κάθε κλάση. Όπως γνωρίζουμε από τη θεωρία, το συνεπαγόμενο κόστος σε ένα σύνδεσμο αποτελεί μέτρο της απώλειας κέρδους που θα επιφέρει στο δίκτυο η ελάττωση της χωρητικότητας του συνδέσμου. Αντίστοιχα, αποτελεί μέτρο της αύξησης του κέρδους του δικτύου στην περίπτωση κατά την οποία αυξηθεί η χωρητικότητα του συνδέσμου. Άρα, επιτρέποντας σε ένα νοητό σύνδεσμο να αφαιρέσει πόρους μόνο από νοητούς συνδέσμους με μικρότερη τιμή συνεπαγόμενου κόστους, η ανακατανομή των πόρων σε ένα φυσικό σύνδεσμο με τη μέθοδο αυτή, θα οδηγήσει το δίκτυο σε μια πιο προσοδοφόρα κατάσταση. Επίσης, υπάρχει περίπτωση η προσφερόμενη κίνηση μιας κλάσης  $x$  να μειωθεί τόσο ώστε  $f_{kx} < L_x$  και η ποιότητα που απολαμβάνει η κυκλοφορία της κλάσης να είναι καλύτερη από την επιτρεπτή. Υπενθυμίζουμε ότι για την best effort δεν ορίζεται διακύμανση του βαθμού υπερφόρτωσης. Το εύρος ζώνης που δεσμεύεται για αυτή, είναι όσο εύρος ζώνης από τη χωρητικότητα του φυσικού συνδέσμου μένει διαθέσιμο από τις υπόλοιπες κλάσεις.

Κάθε φορά λοιπόν που μεταβάλλεται η προσφερόμενη κίνηση μιας κλάσης  $x$  σε ένα σύνδεσμο  $k$  θα πρέπει να υπολογίζεται ο τρέχοντας βαθμός υπερφόρτωσης  $f_{kx}$  της κλάσης στο σύνδεσμο. Τρεις είναι η δυνατές περιπτώσεις όσον αφορά τη σχέση του  $f_{kx}$  με τα όρια  $L_x$  και  $U_x$ :

- αν  $L_x \leq f_{kx} \leq U_x$ , τότε ο βαθμός υπερφόρτωσης είναι εντός των επιτρεπτών ορίων, άρα δεν χρειάζεται να γίνει ανακατανομή πόρων
- αν  $f_{kx} < L_x$ , τότε η προσφερόμενη ποιότητα εξυπηρέτησης της κυκλοφορίας της κλάσης  $x$  στο σύνδεσμο  $k$  είναι καλύτερη από την επιτρεπτή. Στην περίπτωση αυτή, θα πρέπει να αφαιρεθούν πόροι από τον αντίστοιχο νοητό σύνδεσμο. Έστω  $C_{k\_old(x)}$  η τρέχουσα τιμή της χωρητικότητας και  $C_{k\_new(x)}$  η νέα χωρητικότητα που θα ανατεθεί στο νοητό σύνδεσμο. Η  $C_{k\_new(x)}$  θα πρέπει να έχει κατάλληλη τιμή ώστε  $f_{kx} = (L_x + U_x)/2$ . Άρα θα πρέπει

$$C_{k\_new(x)} = \frac{\rho_{kx}}{\frac{L_x + U_x}{2} + 1}$$

Οι πόροι που αφαιρούνται από τον ιδεατό σύνδεσμο, δηλαδή  $C_{k\_old(x)} - C_{k\_new(x)}$  κυκλώματα αναθέτονται στο νοητό σύνδεσμο, ο οποίος αντιστοιχεί στην κλάση best effort.

- αν  $f_{kx} > U_x$ , τότε η ποιότητα εξυπηρέτησης της κυκλοφορίας που χρησιμοποιεί το νοητό σύνδεσμο που αντιστοιχεί στην κλάση  $x$  είναι χειρότερη από την επιτρεπτή. Άρα θα πρέπει να αφαιρεθούν πόροι από κάποιον ή κάποιους νοητούς συνδέσμους για να ανατεθούν σε αυτόν. Υπενθυμίζουμε ότι το κριτήριο με το οποίο αποφασίζεται αν μπορεί ένας νοητός σύνδεσμος να αφαιρέσει πόρους από κάποιο άλλο νοητό σύνδεσμο είναι το συνεπαγόμενο κόστος των νοητών συνδέσμων αυτών. Συγκεκριμένα, ένας νοητός σύνδεσμος επιτρέπεται να αφαιρέσει πόρους από όσους νοητούς συνδέσμους έχουν μικρότερο συνεπαγόμενο κόστος. Για τον προσδιορισμό της νέας χωρητικότητας

που θα ανατεθεί στο νοητό σύνδεσμο που αντιστοιχεί στην κλάση  $x$ , αρχικά υπολογίζονται τα μεγέθη  $C_{k\_req(x)}$  και  $C_{k\_add(x)}$  σύμφωνα με τους παρακάτω τύπους:

$$C_{k\_req(x)} = \frac{\rho_{kx}}{U_x + 1} \quad C_{k\_add(x)} = C_{k\_req(x)} - \frac{\rho_{kx}}{\frac{U_x + L_x}{2} + 1}$$

Το  $C_{k\_req(x)}$  είναι η χωρητικότητα η οποία αντιστοιχεί σε συντελεστή υπερφόρτωσης  $f_{kx} = U_x$ . Το  $C_{k\_add(x)}$  είναι ο αριθμός κυκλωμάτων ο οποίος αν προστεθεί στη χωρητικότητα  $C_{k\_req(x)}$ , θα οδηγήσει σε συντελεστή υπερφόρτωσης  $f_{kx} = (L_x + U_x)/2$ . Αναθέτοντας  $C_{k\_diff(x)} = C_{k\_req(x)} - C_{k\_old(x)}$  επιπλέον κυκλώματα στο νοητό σύνδεσμο, ο βαθμός υπερφόρτωσης του λαμβάνει τη μέγιστη επιτρεπτή τιμή ( $U_x$ ). Αν είναι εφικτό, θα προστεθούν άλλα  $C_{k\_add(x)}$  κυκλώματα ώστε να μειωθεί ο βαθμός υπερφόρτωσης περαιτέρω, στην τιμή  $(L_x + U_x)/2$ . Έστω  $x'$  η κλάση με τη μικρότερη τιμή συνεπαγόμενου κόστους (και  $x \neq x'$ ). Ο αριθμός κυκλωμάτων ο οποίος επιτρέπεται να αφαιρεθεί από το νοητό σύνδεσμο που αντιστοιχεί στη  $x'$  είναι  $C_{k\_avail(x')} = C_{k(x')} - C_{k\_min(x')}$ . Διακρίνουμε τρεις περιπτώσεις:

- ο αν  $C_{k\_avail(x')} \geq C_{k\_diff(x)} + C_{k\_add(x)}$  τότε  $C_{k\_new(x)} = C_{k\_old(x)} + C_{k\_diff(x)} + C_{k\_add(x)} = C_{k\_req(x)} + C_{k\_add(x)}$  και  $C_{k\_new(x')} = C_{k\_old(x')} - C_{k\_diff(x)} - C_{k\_add(x)}$ . Στην περίπτωση αυτή επιτυγχάνουμε βαθμό υπερφόρτωσης  $f_{kx} = (L_x + U_x)/2$ .
- ο αν  $C_{k\_diff(x)} \leq C_{k\_avail(x')} < C_{k\_diff(x)} + C_{k\_add(x)}$  τότε  $C_{k\_new} = C_{k\_old(x)} + C_{k\_avail(x')}$  και  $C_{k\_new(x')} = C_{k\_min(x')}$ . Στην περίπτωση αυτή για τον συντελεστή υπερφόρτωσης του νοητού συνδέσμου που αντιστοιχεί στην κλάση  $x$  θα ισχύει  $U_x \leq f_{kx} < (L_x + U_x)/2$  και η διαδικασία αναζήτησης επιπρόσθετων κυκλωμάτων τερματίζεται.
- ο αν  $C_{k\_avail(x)} < C_{k\_diff(x)}$  τότε  $C_{k\_new(x)} = C_{k\_min(x)}$ , ενώ θα γίνει προσπάθεια ανεύρεσης  $C_{k\_diff(x)} - C_{k\_avail(x)}$  κυκλωμάτων (όσα δηλαδή χρειάζονται ώστε  $f_{kx} = U_x$ ) από την κλάση  $x''$  με το αμέσως μεγαλύτερο (από την  $x'$ ) συνεπαγόμενο κόστος. Η διαδικασία αναζήτησης επιπρόσθετων κυκλωμάτων θα συνεχισθεί μέχρι να συγκεντρωθούν συνολικά  $C_{k\_diff(x)}$  κυκλώματα ή μέχρι να εξαντληθούν όλοι οι νοητοί σύνδεσμοι με μικρότερο συνεπαγόμενο σε σχέση με αυτό της κλάσης  $x$

Με τον παραπάνω αλγόριθμο προσπαθούμε να εξασφαλίσουμε ότι θα βρεθεί καταρχήν κατάλληλος αριθμός επιπρόσθετων κυκλωμάτων, ώστε  $f_{kx} = U_x$  (άρα η κυκλοφορία της κλάσης  $x$  να έχει τουλάχιστον τη χειρότερη επιτρεπτή ποιότητα εξυπηρέτησης). Επίσης, επιτυγχάνεται η αλλοίωση της ποιότητας εξυπηρέτησης όσο το δυνατό λιγότερων νοητών συνδέσμων. Ταυτόχρονα, επιχειρείται η περαιτέρω μείωση του βαθμού υπερφόρτωσης  $f_{kx}$ , επηρεάζοντας μόνο την ποιότητα εξυπηρέτησης του νοητού συνδέσμου με τη μικρότερη τιμή συνεπαγόμενου κόστους. Πρέπει τέλος να σημειωθεί ότι όσα περιγράφηκαν παραπάνω, σχετικά με τον υπολογισμό του βαθμού υπερφόρτωσης και την ανακατανομή πόρων, εφαρμόζονται αν ο νοητός σύνδεσμος στον οποίο μεταβλήθηκε η προσφερόμενη κίνηση δεν ανήκει στην κλάση best effort. Στην αντίθετη περίπτωση δεν εκτελείται ανακατανομή πόρων, οπότε οι παραπάνω υπολογισμοί είναι περιττοί.

Συμπερασματικά, μπορούμε να αναφέρουμε ότι η θεωρία των συνεπαγόμενων κοστών μπορεί να εφαρμοσθεί σε ένα δίκτυο DS/MPLS τόσο για τη δρομολόγηση ροών, όσο και για

τη διαχείριση των πόρων που διαμοιράζονται οι κλάσεις υπηρεσίας στους συνδέσμους του δικτύου. Πρέπει να τονισθεί, ότι η συγκεκριμένη θεωρία, μπορεί να εφαρμοσθεί και στην περίπτωση που οι κλάσεις υπηρεσίας οι οποίες υποστηρίζονται από το δίκτυο, διαφέρουν από αυτές που ορίστηκαν στην υποενότητα 3.2.2. Χρησιμοποιώντας κάποια χαρακτηριστικά των συγκεκριμένων κλάσεων (όπως ο βαθμός υπερφόρτωσης) καταφέραμε να ορίσουμε στο δίκτυο DS/MPLS μεγέθη αντίστοιχα της πιθανότητας αποκλεισμού συνδέσμου και διαδρομής του μοντέλου δικτύου μεταγωγής κυκλώματος. Ανάλογα χαρακτηριστικά που μπορούν να χρησιμοποιηθούν για τον ορισμό των μεγεθών αυτών θα πρέπει να ευρεθούν στην περίπτωση που το δίκτυο υποστηρίζει διαφορετικές κλάσεις υπηρεσίας. Για παράδειγμα το δίκτυο θα μπορούσε να υποστηρίζει κλάσεις οι οποίες προσφέρουν διαφορετικές εγγυήσεις σχετικά με την πιθανότητα απόρριψης πακέτων όπως η Olympic Service [9]. Η πιθανότητα απόρριψης πακέτων των κλάσεων σε ένα σύνδεσμο θα μπορούσε να χρησιμοποιηθεί για τον προσδιορισμό της πιθανότητας αποκλεισμού των αντίστοιχων νοητών συνδέσμων. Τέλος, πρέπει να αναφερθεί ότι μια μελέτη του τρόπου εφαρμογής της θεωρίας των συνεπαγόμενων κοστών σε δίκτυα MPLS που υποστηρίζουν πολλαπλές κλάσεις υπηρεσίας, η οποία προηγήθηκε της παρούσας εργασίας, πραγματοποιήθηκε στα πλαίσια της μεταπτυχιακής εργασίας του κ. Παπαδάκη [38]. Οι κλάσεις υπηρεσίας καθώς και η πολιτική διαχείρισης των πόρων μεταξύ των κλάσεων που χρησιμοποιήθηκε σε εκείνη την εργασία διαφέρουν από αυτές που παρουσιάστηκαν στο κεφάλαιο αυτό. Επίσης, η αποτίμηση της αποτελεσματικότητας ενός συστήματος δρομολόγησης και διαχείρισης πόρων με βάση το συνεπαγόμενο κόστος στο [38] έγινε μόνο μέσω προσομοίωσης.

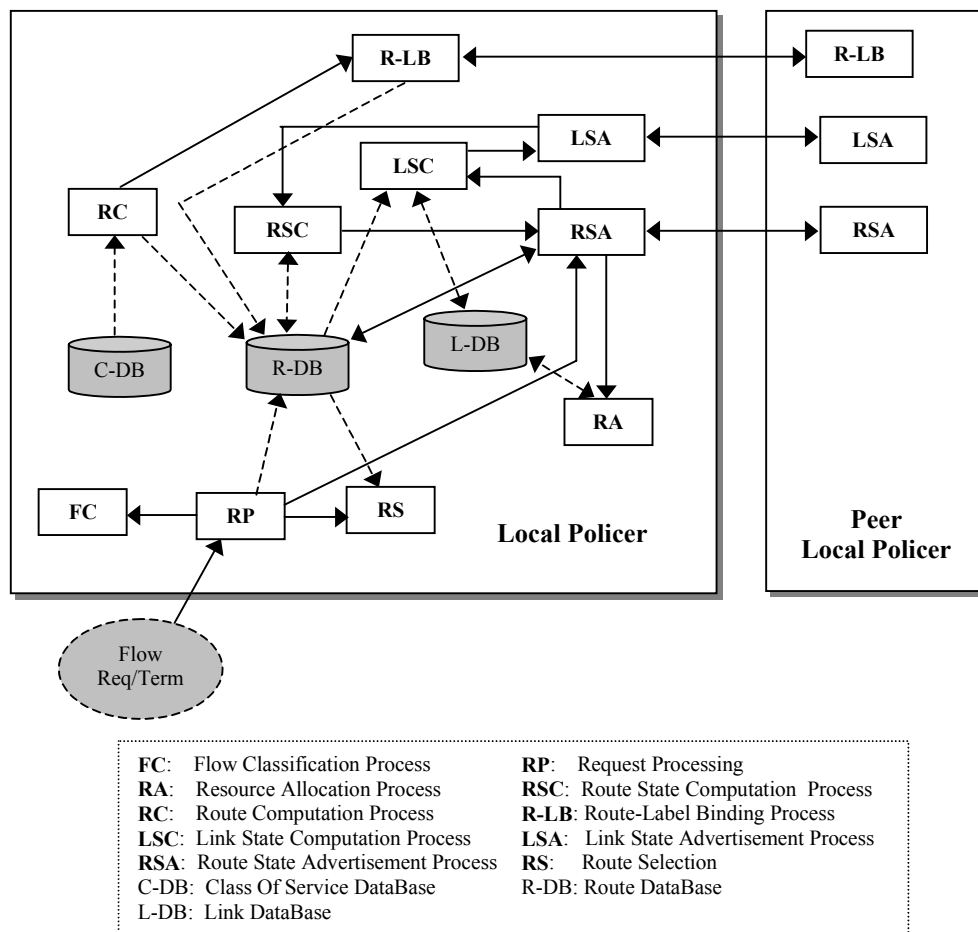
## 4. Δυναμικό Σύστημα Δρομολόγησης και Διαχείρισης Πόρων σε δίκτυα DS/MPLS

Στο κεφάλαιο αυτό περιγράφεται με λεπτομέρεια ένα σύστημα το οποίο παρέχει μηχανισμούς δρομολόγησης ροών και διαχείρισης πόρων σε MPLS δίκτυα που υποστηρίζουν πολλαπλές κλάσεις υπηρεσίας. Μέσω του συστήματος αυτού, ουσιαστικά υλοποιείται η εφαρμογή της θεωρίας των συνεπαγόμενων κοστών σε DS/MPLS δίκτυα που προτάθηκε στο προηγούμενο κεφάλαιο. Όπως είδαμε στο προηγούμενο κεφάλαιο, για κάθε κλάση υπηρεσίας ορίζεται ένα νοητό δίκτυο. Οι διαφορετικές κλάσεις υπηρεσίας, οι οποίες προσφέρονται από το MPLS δίκτυο, είναι αυτές που παρουσιάστηκαν στην ενότητα 3.2. Τα νοητά δίκτυα μοιράζονται τους πόρους του πραγματικού δικτύου. Το σύστημα αποφασίζει δυναμικά την ποσότητα των πόρων που θα ανατεθεί σε κάθε νοητό σύνδεσμο. Όταν σε κάποιο νοητό σύνδεσμο διαπιστωθεί ότι η παρεχόμενη ποιότητα εξυπηρέτησης αποκλίνει από την προκαθορισμένη ποιότητα εξυπηρέτησης που πρέπει να παρέχεται στην κυκλοφορία της αντίστοιχης κλάσης, πραγματοποιείται ανακατανομή πόρων. Κάθε κλάση υπηρεσίας, υποστηρίζει ένα αριθμό από διαφορετικούς τύπους ροών. Κάθε τύπος ροής έχει διαφορετικές απαιτήσεις σε εύρος ζώνης. Για κάθε δυνατή τριάδα <αφετηρία, προορισμός, τύπος ροής> σε κάθε νοητό δίκτυο υπολογίζεται ένας αριθμός διαφορετικών διαδρομών. Στη συνέχεια, κάθε ροή δεδομένης κλάσης και τύπου υπηρεσίας που καταφθάνει στο δίκτυο, δρομολογείται μέσω μιας από τις διαθέσιμες διαδρομές, σύμφωνα με τα κριτήρια που παρουσιάστηκαν στην παράγραφο 3.2.3.

Η αρχιτεκτονική του προτεινόμενου συστήματος φαίνεται στο Σχήμα 4. Το βασικό συστατικό μέρος της αρχιτεκτονικής του συστήματος, είναι μια υψηλού επιπέδου οντότητα η οποία ονομάζεται *Local Policer*. Κάθε κόμβος του δικτύου θα πρέπει να υποστηρίζει μία οντότητα *Local Policer*. Η οντότητα αυτή εμπεριέχει όλες τις διεργασίες που θα πρέπει να εκτελούνται σε ένα κόμβο του δικτύου, καθώς και κάποιες βάσεις δεδομένων, στις οποίες οι διεργασίες αποθηκεύουν τις απαιτούμενες πληροφορίες. Έτσι, ο *Local Policer* υποστηρίζει μια διεργασία (*Link State Computation - LSC*) η οποία υπολογίζει την τιμή του συνεπαγόμενου κόστους και της πιθανότητας αποκλεισμού σε κάθε νοητό σύνδεσμο εξόδου του αντίστοιχου κόμβου. Επίσης, για όσες διαδρομές αποτελεί αφετηρία ένας κόμβος, υπολογίζεται το πλεονασματικό κέρδος, η πιθανότητα αποκλεισμού και η προσφερόμενη κίνηση μέσω της διεργασίας *Route State Computation (RSC)*. Για την πραγματοποίηση των παραπάνω υπολογισμών είναι απαραίτητη η επικοινωνία και η ανταλλαγή πληροφορίας μεταξύ των κόμβων. Για το σκοπό αυτό, χρησιμοποιούνται οι διεργασίες *Link State Advertisement (LSA)* και *Route State Advertisement (RSA)*. Για τη δυναμική διαχείριση των πόρων, τους οποίους διαμοιράζονται οι νοητοί σύνδεσμοι, είναι υπεύθυνη η διεργασία που ονομάζεται *Resource Allocation (RA)*.

Μια εφαρμογή που θέλει στείλει κυκλοφορία, θα πρέπει αρχικά να επικοινωνήσει με τον *Local Policer* στον κόμβο εισόδου της στο δίκτυο. Συγκεκριμένα, θα πρέπει να στείλει μια αίτηση με την οποία θα δηλώνει την κλάση υπηρεσίας και τον τύπο ροής που επιθυμεί να χρησιμοποιήσει καθώς. Την αίτηση αυτή παραλαμβάνει και επεξεργάζεται η *Request*

*Processing* (RP) διεργασία. Στη συνέχεια, η διεργασία *Route Selection* (RS) επιλέγει τη διαδρομή που θα ακολουθήσει η κυκλοφορία της εφαρμογής. Η διεργασία *Flow Classification* (FC), θα αναλάβει να αναθέσει την κατάλληλη ετικέτα στα πακέτα της εφαρμογής, κατά την είσοδο τους στο MPLS δίκτυο, ώστε να χρησιμοποιήσουν τη διαδρομή που επιλέχθηκε και να απολάβουν της αντίστοιχης ποιότητας εξυπηρέτησης. Οι διαθέσιμες διαδρομές έχουν προϋπολογισθεί από τη διεργασία *Route Computation* (RC), ενώ έχουν υλοποιηθεί και ανακοινωθεί στους ενδιαμέσους για αυτές κόμβους από τη διεργασία *Route-Label Binding* (R-LB). Πρέπει να σημειωθεί ότι, εκτός της *Route-Label Binding*, όσες διεργασίες αναφέρθηκαν στην παράγραφο αυτή (δηλαδή οι διεργασίες RC, FC, RS, RP) είναι απαραίτητες μόνο στους κόμβους εισόδου του δικτύου.



**Σχήμα 4: Η αρχιτεκτονική του συστήματος δυναμικής δρομολόγησης και διαχείρισης πόρων**

Στα επόμενες ενότητες, θα παρουσιασθεί με περισσότερη λεπτομέρεια, ο ρόλος και η λειτουργικότητα κάθε μίας από τις παραπάνω διεργασίες. Επιπλέον, θα εξετασθεί η πληροφορία που πρέπει να διατηρείται στις βάσεις δεδομένων που ορίζει η αρχιτεκτονική του συστήματος. Στο τέλος του κεφαλαίου, πραγματοποιείται μια αποτίμηση της αρχιτεκτονικής.

#### 4.1 Αρχιτεκτονική συστήματος

#### 4.1.1 Βάσεις Δεδομένων

Τρεις βάσεις δεδομένων απαιτούνται, για την αποθήκευση της πληροφορίας που χρησιμοποιούν οι διεργασίες ενός Local Policier για την εκτέλεση των λειτουργιών τους. Η πρώτη διατηρεί πληροφορία σχετικά με τις κλάσεις υπηρεσίας που υποστηρίζει το δίκτυο. Στις άλλες δύο αποθηκεύεται πληροφορία που σχετίζεται με τους νοητούς συνδέσμους και τις διαδρομές κάθε κόμβου.

##### 4.1.1.1 Βάση Δεδομένων Κλάσεων Υπηρεσίας (Class Of Service Database)

Στη συγκεκριμένη βάση αποθηκεύονται πληροφορίες σχετικά με τις κλάσεις υπηρεσίας που υποστηρίζει το δίκτυο. Σύμφωνα με τον ορισμό των κλάσεων της ενότητας 3.2, το βασικό χαρακτηριστικό που καθορίζει την ποιότητα εξυπηρέτησης που παρέχει κάθε κλάση είναι η επιτρεπτή διακύμανση του βαθμού υπερφόρτωσης  $f_{kx}$  σε κάθε νοητό σύνδεσμο. Η διακύμανση αυτή προσδιορίζεται μέσω του άνω φράγματος  $U_x$  (το οποίο καθορίζει τη χειρότερη επιτρεπτή ποιότητα εξυπηρέτησης της κλάσης) και του κάτω φράγματος  $L_x$  (το οποίο καθορίζει αντίστοιχα τη βέλτιστη επιτρεπτή ποιότητα εξυπηρέτησης της κλάσης). Οι ανάθεση τιμών στα  $U_x, L_x$  κάθε κλάσης  $x$  καθώς και ο αριθμός των κλάσεων που θα υποστηρίζονται είναι θέμα του διαχειριστή/παροχέα του δικτύου. Τις τιμές αυτές πρέπει να γνωρίζουν οι κόμβος του δικτύου, ώστε να ρυθμίζουν κατάλληλα τους πόρους που αναθέτουν σε κάθε νοητό σύνδεσμο. Για το λόγο αυτό χρησιμοποιείται η Βάση Δεδομένων Κλάσεων Υπηρεσίας (C-DB).

Επίσης, ο διαχειριστής του δικτύου, θα πρέπει να ορίσει την τιμή χρέωσης για κάθε δυνατό ζεύγος <κλάση υπηρεσίας, τύπος ροής>. Υπενθυμίζουμε, ότι σύμφωνα με τη θεωρία των συνεπαγόμενων κοστών, μια διαδρομή  $r$  εξυπηρετεί κλήσεις ιδίων απαιτήσεων ( $A_{kr}$ ) σε κυκλώματα. Σε ένα νοητό δίκτυο, οι δυνατές τιμές του  $A_{kr}$ , δηλαδή οι διαφορετικές δυνατές τιμές των απαιτήσεων σε εύρος ζώνης των ροών, ορίζουν τους διαφορετικούς τύπους ροής που υποστηρίζει το νοητό δίκτυο. Η τιμή χρέωσης ανά τύπο ροής κάθε κλάσης θα πρέπει να διαφέρει. Ένας τύπος ροής με μεγάλες απαιτήσεις εύρους ζώνης θα πρέπει να χρεώνεται υψηλότερα από τύπους μικρότερων απαιτήσεων. Έτσι, για δυο διαδρομές  $r$  και  $r'$  ενός νοητού δικτύου, θα ισχύει ότι  $w_r = w_{r'}$  αν  $A_{kr} = A_{kr'}$  και αντίστοιχα  $w_r \neq w_{r'}$  αν  $A_{kr} \neq A_{kr'}$ . Οι τύποι ροών και οι αντίστοιχες τιμές χρέωσης για κάθε κλάση αποθηκεύονται στη C-DB. Άρα η C-DB περιέχει καταχωρήσεις της μορφής:

*< class x, U<sub>x</sub>, L<sub>x</sub>, list\_of\_service\_types >*

Η λίστα *list\_of\_service\_types* περιέχει ζεύγη της μορφής *< A<sub>i</sub>, charge<sub>i</sub> >*. Για κάθε διαδρομή  $r$  με  $A_r = A_i$  θα πρέπει  $w_r = charge_i$ .

Η πληροφορία που αποθηκεύεται στη C-DB ορίζεται από το διαχειριστή του δικτύου και είναι στατική, δηλαδή δε μεταβάλλεται κατά τη διάρκεια της λειτουργίας του δικτύου.

##### 4.1.1.2 Βάση Δεδομένων Συνδέσμων (Link Database)

Στη Βάση Δεδομένων Συνδέσμων (L-DB) διατηρείται πληροφορία που σχετίζεται με τους νοητούς συνδέσμους του κόμβου. Συγκεκριμένα, για κάθε νοητό σύνδεσμο  $k$  υπάρχει μια καταχώρηση της μορφής:

$$\langle m, x, c_k, c_{k\_advert}, B_k, B_{k\_advert}, C_k, C_{kmin}, \rho_k, list\_of\_routes \rangle$$

Τα πεδία του παραπάνω τύπου καταχωρήσεων ερμηνεύονται ως εξής:

$m$  είναι ο φυσικός σύνδεσμος στον οποίο αντιστοιχεί ο νοητός σύνδεσμος

$x$  είναι η κλάση υπηρεσίας της οποίας την κυκλοφορία εξυπηρετεί ο νοητός σύνδεσμος

$c_k$  είναι η τιμή του συνεπαγόμενου κόστους στο νοητό σύνδεσμο. Κάθε φορά που υπολογίζεται το συνεπαγόμενο κόστος, η τιμή του αποθηκεύεται στο συγκεκριμένο πεδίο στο πεδίο  $c_{k\_advert}$  φυλάσσεται η τελευταία τιμή του συνεπαγόμενου κόστους του νοητού συνδέσμου που ανακοινώθηκε στο δίκτυο. Όπως θα εξηγήσουμε παρακάτω, η τιμή αυτή χρειάζεται για να αποφασισθεί αν πρέπει να ανακοινωθεί η τρέχουσα τιμή του συνεπαγόμενου κόστους στον  $k$

$B_k$  είναι η τρέχουσα τιμή της πιθανότητας αποκλεισμού του νοητού συνδέσμου. Ο ορισμός της πιθανότητας αποκλεισμού για ένα νοητό σύνδεσμο δίνεται από τη σχέση (19) της υποενότητας 3.2.3

$B_{k\_advert}$  είναι η τελευταία τιμή της πιθανότητας αποκλεισμού που ανακοινώθηκε στο δίκτυο. Η τιμή αυτή πρέπει να αποθηκεύεται γιατί καθορίζει αν θα πρέπει να ανακοινωθεί η τρέχουσα τιμή της πιθανότητας αποκλεισμού

στο πεδίο  $C_k$  αποθηκεύεται η χωρητικότητα του νοητού συνδέσμου, το εύρος ζώνης δηλαδή που έχει δεσμευτεί για την κυκλοφορία της κλάσης  $x$ . Το  $C_k$  εκφράζεται σε αριθμό κυκλωμάτων με βάση το μοναδιαίο μέγεθος κυκλώματος της ενότητας 3.2.1

$C_{kmin}$  είναι η ελάχιστη επιτρεπτή χωρητικότητα (σε κυκλώματα) του νοητού συνδέσμου.

Υπενθυμίζουμε ότι σε κάθε νοητό σύνδεσμο  $k$  θα πρέπει να εξασφαλίζεται ότι  $C_k \geq C_{kmin}$

$\rho_k$  είναι η προσφερόμενη κυκλοφορία στο νοητό σύνδεσμο όπως αυτή ορίστηκε στην παράγραφο 3.2.2. Η τιμή της συμμετέχει στον υπολογισμό του συνεπαγόμενου κόστους, της πιθανότητας αποκλεισμού και του βαθμού υπερφόρτωσης του νοητού συνδέσμου. Το  $\rho_k$  εκφράζεται σε αριθμό κυκλωμάτων

$list\_of\_routes$  είναι η λίστα των διαδρομών που χρησιμοποιούν το νοητό σύνδεσμο. Κάθε στοιχείο της λίστας είναι δείκτης σε μία καταχώρηση της Βάση Δεδομένων Διαδρομών που θα παρουσιασθεί στην επόμενη παράγραφο. Η λίστα αυτή χρησιμοποιείται κατά τον υπολογισμό και τη ανακοίνωση του συνεπαγόμενου κόστους που θα εξηγήσουμε παρακάτω.

Η L-DB κατασκευάζεται μετά τη δημιουργία της C-DB, γιατί θα πρέπει να είναι γνωστός ο αριθμός των κλάσεων υπηρεσίας, ώστε να δημιουργηθούν ίδιοι πλήθους νοητοί σύνδεσμοι για κάθε πραγματικό σύνδεσμο. Το πεδίο  $list\_of\_routes$  κάθε καταχώρησης συμπληρώνεται ταυτόχρονα με την κατασκευή της R-DB. Η πληροφορία που περιέχεται στην L-DB χρησιμοποιείται και ενημερώνεται από της διεργασίες RA και LSC που θα παρουσιαστούν αναλυτικά παρακάτω. Από τα πεδία μιας καταχώρησης της παραπάνω μορφής, τα  $c_k, c_{k\_advert}, B_k, B_{k\_advert}, C_k$  και  $\rho_k$  αλλάζουν δυναμικά καθώς μεταβάλλεται ο φόρτος του δικτύου.

#### 4.1.1.3 Βάση Δεδομένων Διαδρομών (Route Database)



Στη Βάση Δεδομένων Διαδρομών (R-DB) διατηρείται πληροφορία σχετικά με τις διαδρομές που χρησιμοποιούν κάποιον από τους νοητούς συνδέσμους ενός κόμβου. Η R-DB περιέχει δυο τύπων καταχωρήσεις. Ο πρώτος τύπος καταχωρήσεων χρησιμοποιείται για διαδρομές που έχουν αφετηρία το συγκεκριμένο κόμβο (τις οποίες ονομάζουμε τοπικές διαδρομές) και έχει την εξής μορφή:

$$\langle x, A_r, path\_list, L_r, s_r, s_{r\_advert}, \rho_r, \rho_{r\_advert}, label, EXP \rangle$$

Τα πεδία του παραπάνω τύπου καταχωρήσεων έχουν την εξής χρησιμότητα:

- το πεδίο  $x$  αντιστοιχεί στην κλάση υπηρεσίας των κλήσεων που εξυπηρετεί η διαδρομή
- στο  $A_r$  αποθηκεύεται ο αριθμός των κυκλωμάτων που απαιτεί μια κλήση στη διαδρομή. Με βάση το μοναδιαίο μέγεθος κυκλώματος, το  $A_r$  μπορεί να μεταφρασθεί σε ποσότητα εύρους ζώνης. Το  $A_r$  ουσιαστικά υποδηλώνει τον τύπο των ροών που εξυπηρετούνται μέσω της διαδρομής.
- η λίστα  $path\_list$  περιέχει στοιχεία της μορφής  $\langle node_i, link_k, B_k \rangle$ . Στα  $node_i$ ,  $link_k$  αποθηκεύεται ένας κόμβος και ο αντίστοιχος σύνδεσμος εξόδου. Οι κόμβοι και οι σύνδεσμοι ορίζουν το μονοπάτι που ακολουθεί η διαδρομή. Στο πεδίο  $B_k$  φυλάσσεται την πιθανότητα αποκλεισμού του νοητού συνδέσμου που αντιστοιχεί στη κλάση  $x$  στο σύνδεσμο  $k$ . Εκτός από την αποθήκευση του μονοπατιού που ακολουθεί η διαδρομή, η  $path\_list$  χρησιμοποιείται και για τον υπολογισμό της πιθανότητα αποκλεισμού  $L_r$  της διαδρομής. Υπενθυμίζουμε ότι  $L_r = \max_{k \in r} B_k$  άρα για την ανεύρεση του μέγιστου εκ των  $B_k$  θα πρέπει να γνωρίζουμε την τιμή του  $B_k$  σε κάθε σύνδεσμο  $k \in r$ .
- στο πεδίο  $L_r$  φυλάσσεται η πιθανότητα αποκλεισμού της διαδρομής
- στο πεδίο  $s_r$  αποθηκεύεται το αποτέλεσμα του υπολογισμού του πλεονασματικού κέρδους που αποφέρει αποδοχή μιας κλήσης στη διαδρομή. Σύμφωνα με τη θεωρία των συνεπαγόμενων κοστών  $s_r = w_r - \sum_{k \in r} A_{kr} c_k$ . Όμως  $A_{kr} = A_r$  για κάθε  $k \in r$  άρα  $s_r = w_r - A_r \sum_{k \in r} c_k$ . Ο υπολογισμός του  $s_r$  για μια διαδρομή πραγματοποιείται από τον κόμβο αφετηρίας της διαδρομής. Στη συνέχεια, οι υπόλοιποι κόμβοι κατά μήκος της διαδρομής ενημερώνονται για την τιμή του  $s_r$  από αυτόν. Το πεδίο αυτό αρχικοποιείται στην τιμή  $w_r$ , η οποία αποφασίζεται με βάση την πληροφορία που υπάρχει στη C-DB. Στον υπολογισμό του  $s_r$  συμμετέχει και το άθροισμα  $\sum_{k \in r} c_k$ . Όπως θα δούμε παρακάτω, με τον τρόπο που ανακοινώνεται το συνεπαγόμενο κόστος, δε χρειάζεται να φυλάσσεται η τιμή του  $c_k$  για κάθε νοητό σύνδεσμο  $k \in r$
- στο πεδίο  $s_{r\_advert}$  αποθηκεύεται η τελευταία τιμή του πλεονασματικού κέρδους που ανακοινώθηκε στους ενδιάμεσους κόμβους της διαδρομής
- στο πεδίο  $\rho_r$  αποθηκεύεται η τρέχουσα τιμή της προσφερόμενης κυκλοφορίας στη διαδρομή. Το  $\rho_r$  εκφράζεται σε αριθμό κυκλωμάτων
- στο πεδίο  $\rho_{r\_advert}$  αποθηκεύεται η τελευταία τιμή της προσφερόμενης κυκλοφορίας που ανακοινώθηκε στους ενδιάμεσους κόμβους της διαδρομής
- στο πεδίο  $label$  φυλάσσεται η τιμή της ετικέτας που πρέπει να ανατεθεί στα πακέτα της κυκλοφορίας που εξυπηρετεί η διαδρομή κατά την είσοδο τους στο MPLS δίκτυο. Αναθέτοντας τη συγκεκριμένη ετικέτα στα πακέτα, εξασφαλίζεται ότι τα πακέτα θα

χρησιμοποιήσουν το LSP που αντιστοιχεί στο μονοπάτι της διαδρομής. Επίσης η ετικέτα αυτή καθορίζει και την κλάση υπηρεσίας των πακέτων, στην περίπτωση που το πλαίσιο Differentiated Services υλοποιείται μέσω των L-LSPs που αναφέρονται στην ενότητα 2.3

- στην περίπτωση που η ετικέτα δεν προσδιορίζει την κλάση υπηρεσίας, χρησιμοποιείται το πεδίο EXP της επικεφαλίδας του MPLS (όταν δηλαδή το DS/MPLS μοντέλο υλοποιείται με E-LSPs – βλέπε ενότητα 2.3). Η τιμή του πεδίου EXP της επικεφαλίδας MPLS, η οποία αντιστοιχεί στη κλάση στην οποία ανήκει η διαδρομή, αποθηκεύεται στο πεδίο EXP της καταχώρησης.

Για τις διαδρομές οι οποίες χρησιμοποιούν κάποιο νοητό σύνδεσμο του κόμβου (χωρίς ο κόμβος να αποτελεί αφετηρία για αυτές), ο όγκος της πληροφορία που πρέπει να διατηρείται είναι μικρότερος. Συγκεκριμένα, χρησιμοποιούνται καταχωρήσεις της ακόλουθης μορφής:

$$\langle x, A_r, source\_node, k, s_r, \rho_r \rangle$$

Η χρήση των πεδίων  $x, A_r, s_r, \rho_r$  είναι η ίδια με αντίστοιχα πεδία του προηγούμενου τύπου καταχωρήσεων. Η μόνη διαφορά είναι ότι τα  $s_r$  και  $\rho_r$  δεν υπολογίζονται από το συγκεκριμένο κόμβο, αλλά η τιμή τους γίνεται γνωστή μέσω των μηνυμάτων ανακοίνωσης που θα δούμε στη συνέχεια.. Όσον αφορά στα υπόλοιπα πεδία:

- στο πεδίο *source\_node* αποθηκεύεται ο κόμβος αφετηρίας της διαδρομής. Όταν αλλάξει η τιμή του συνεπαγόμενου κόστους στο νοητό σύνδεσμο που χρησιμοποιεί η διαδρομή, ο κόμβος αυτός θα πρέπει να ενημερωθεί σχετικά με τη νέα τιμή, ώστε να υπολογίσει το νέο  $s_r$  της διαδρομής
- στο πεδίο  $k$  αποθηκεύεται ο πραγματικός σύνδεσμος ο οποίος χρησιμοποιείται από τη διαδρομή στο συγκεκριμένο κόμβο. Σε συνδυασμό με την κλάση υπηρεσίας της διαδρομής, μπορεί να καθορισθεί και ο αντίστοιχος νοητός σύνδεσμος.

Η R-DB κατασκευάζεται από τις διεργασίες RC και R-LB που θα παρουσιαστούν παρακάτω. Η πληροφορία που περιέχει η R-DB χρησιμοποιείται ή τροποποιείται από τις διεργασίες RSC, LSC, RS και RP. Από τα πεδία των καταχωρήσεων που περιέχονται στην R-DB, τα  $B_k$  της *path\_list* καθώς και τα  $L_r, s_r, \rho_r$  μεταβάλλονται δυναμικά. Ο ακριβής τρόπος με τον οποίο μεταβάλλονται, θα παρουσιασθεί κατά την περιγραφή των διεργασιών που τα χρησιμοποιούν.

#### 4.1.2 Διεργασίες

Στην υποενότητα αυτή περιγράφονται αναλυτικά οι διεργασίες που εμπεριέχει η οντότητα Local Policer. Όπως θα διαπιστώσουμε παρακάτω, δεν είναι απαραίτητη η υποστήριξη όλων των διεργασιών του συστήματος (βλέπε Σχήμα 4) σε όλους του κόμβους του δικτύου.

##### 4.1.2.1 Υπολογισμός Διαδρομών (Route Computation)

Η διεργασία Route Computation είναι υπεύθυνη για τον υπολογισμό των διαδρομών που έχουν αφετηρία ένα συγκεκριμένο κόμβο. Συγκεκριμένα, για κάθε κλάση υπηρεσίας, υπολογίζει ένα σύνολο από μονοπάτια για κάθε δυνατό προορισμό και τύπο ροής. Κάποιοι αλγόριθμοι που θα μπορούσαν να χρησιμοποιηθούν για το σκοπό αυτό περιγράφονται στα

[25], [26], [27]. Μια πιο απλή προσέγγιση θα ήταν ο υπολογισμός ενός αριθμού από συντομότερα μονοπάτια (π.χ. μέσω του αλγορίθμου Belman-Ford) για κάθε δυνατό προορισμό. Στη συνέχεια, για κάθε δυνατό ζεύγος <κλάση υπηρεσίας, τύπος ροής>, θα κατασκευάζονταν από μια διαδρομή σε κάθε μονοπάτι. Οι διαδρομές που υπολογίστηκαν αποθηκεύονται στη βάση R-DB χρησιμοποιώντας τον πρώτο τύπο καταχωρήσεων. Στα πεδία  $c_r$ ,  $s_r\_advert$ ,  $\rho_r\_advert$ ,  $L_r$  και  $\rho_r$  δίνεται αρχική τιμή μηδέν, το πεδίο  $s_r$  λαμβάνει την τιμή  $w_r$ , ενώ τα πεδία  $label$  και  $EXP$  συμπληρώνονται από τη διεργασία R-LB που θα περιγράψουμε στη συνέχεια. Η διεργασία RC υποστηρίζεται μόνο από τους κόμβους στα σημεία εισόδου του δικτύου. Οι κόμβοι αυτοί αποτελούν αφετηρία διαδρομών, σε αντίθεση με τους κόμβους στο εσωτερικό (core) του δικτύου. Η διεργασία θα μπορούσε να παραλειφθεί ακόμα και από τους κόμβους εισόδου, στην περίπτωση που οι διαδρομές υπολογίζονται εξωτερικά από το διαχειριστή του δικτύου και αποθηκεύονται από τον ίδιο στη R-DB.

#### 4.1.2.2 Αντιστοίχιση Διαδρομής-Ετικέτας (Route-Label Binding)

Η διεργασία αυτή είναι υπεύθυνη για την κατασκευή των LSPs που αντιστοιχούν στις διαδρομές που υπολόγισε η διεργασία RC. Επίσης, καταχωρεί στη βάση R-DB τις διαδρομές που χρησιμοποιούν κάποιο σύνδεσμο του κόμβου (και ο κόμβος δεν αποτελεί αφετηρία των διαδρομών αφού οι διαδρομές αυτές έχουν ήδη καταχωρηθεί από την RC).

Όσον αφορά την κατασκευή των LSPs που αντιστοιχούν στις διαδρομές που έχουν υπολογισθεί, πρέπει καταρχήν να αναφερθεί ότι δεν είναι απαραίτητη η κατασκευή ενός LSP για κάθε διαδρομή. Όσες διαδρομές έχουν την ίδια αφετηρία, προορισμό και κλάση υπηρεσίας (άρα διαφέρουν στον τύπο ροών που εξυπηρετούν) μπορούν να χρησιμοποιήσουν το ίδιο LSP. Με τον τρόπο αυτό κατασκευάζονται λιγότερα LSPs, άρα εξοικονομούνται ετικέτες. Στην περίπτωση που υποστηρίζεται η κατασκευή E-LSPs, ο αριθμός των LSPs που χρειάζεται να κατασκευαστούν μπορεί να μειωθεί περαιτέρω, αφού ένα E-LSP θα μπορούσε να χρησιμοποιηθεί από διαδρομές που έχουν το ίδιο μονοπάτι αλλά διαφορετικό τύπο και κλάση υπηρεσίας. Η κλάση υπηρεσίας των πακέτων στην περίπτωση αυτή, καθορίζεται από το πεδίο EXP της επικεφαλίδας του MPLS. Το γεγονός ότι δεν είναι απαραίτητη η κατασκευή ενός LSP για κάθε διαδρομή οφείλεται στο ότι δεν δεσμεύονται πόροι ανά διαδρομή, αλλά ανά νοητό σύνδεσμο. Οι διαδρομές που ανήκουν στην ίδια κλάση υπηρεσίας και χρησιμοποιούν κάποιο σύνδεσμο, μοιράζονται τους πόρους του συνδέσμου που έχουν δεσμευθεί για την κλάση στην οποία ανήκουν.

Για την κατασκευή ενός E-LSP ή ενός L-LSP μπορούν να χρησιμοποιηθούν οι επεκτάσεις του RSVP που ορίζονται στο [18]. Ο κόμβος αφετηρίας στέλνει ένα μήνυμα PATH το οποίο περιέχει την κλάση υπηρεσίας καθώς και το μονοπάτι στο οποίο θα κατασκευασθεί το L-LSP. Αν πρόκειται να κατασκευασθεί E-LSP, τότε αντί για την κλάση υπηρεσίας, στέλνει μια λίστα από κλάσεις υπηρεσίας και την αντίστοιχη τιμή του EXP. Το μονοπάτι προσδιορίζεται μέσω μιας λίστας συνεχόμενων (στο δίκτυο) κόμβων. Το μήνυμα PATH λαμβάνεται από όλους τους κόμβους του μονοπατιού. Όταν το μήνυμα PATH φθάσει στον τελευταίο κόμβο, τον κόμβο προορισμού του μονοπατιού, τότε αρχίζει η αποστολή μηνυμάτων RESV προς την αντίθετη κατεύθυνση τα οποία περιέχουν την ετικέτα που δεσμεύει κάθε κόμβος για το LSP. Τελικά

στον κόμβο αφετηρίας φτάνει το μήνυμα RESV το οποίο περιέχει την ετικέτα που θα πρέπει να ανατεθεί στα πακέτα που πρόκειται να χρησιμοποιήσουν το LSP.

Στο [18] ορίζονται επίσης επεκτάσεις στο LDP, ώστε να μπορεί να χρησιμοποιηθεί για την κατασκευή L-LSPs ή E-LSPs. Συγκεκριμένα ορίζεται ένα Diff-Serv TLV το οποίο προστίθεται στα μηνύματα Label Request και Label Mapping και το οποίο περιέχει την κλάση υπηρεσίας του L-LSP ή τις κλάσεις υπηρεσίας και τις αντίστοιχες τιμές του πεδίου EXP για το E-LSP. Όμως το LDP δεν υποστηρίζει τη δημιουργία LSPs με ρητά καθορισμένο μονοπάτι. Για το σκοπό αυτό, όπως έχουμε αναφέρει χρησιμοποιείται το CR-LDP. Για τη κατασκευή E-LSPs ή L-LSPs με ρητά προσδιορισμένο μονοπάτι, θα πρέπει να προστεθεί το Diff-Serv TLV στα μηνύματα Label Request και Label Mapping του CR-LDP. Θεωρώντας μια τέτοια επέκταση στο CR-LDP, τότε η διαδικασία κατασκευής των E-LSPs ή L-LSPs μέσω του CR-LDP, δεν θα παρουσιάζει ουσιαστική διαφορά με τη διαδικασία που εκτελείται με τη χρήση του RSVP. Το ρόλο των μηνυμάτων PATH και RESV θα επιτελούν τα μηνύματα Label Request και Label Mapping.

Η διεργασία R-LB, με βάση τις διαδρομές, που έχουν υπολογισθεί από τη διεργασία RC και έχουν αποθηκευτεί στην R-DB, αποφασίζει αρχικά τα LSPs που πρέπει να κατασκευαστούν. Όπως αναφέρθηκε παραπάνω, ένα LSP μπορεί να χρησιμοποιείται από περισσότερες από μια διαδρομές. Στη συνέχεια ξεκινάει τη διαδικασία κατασκευής των LSPs. Για κάθε LSP που πρέπει να δημιουργηθεί, κατασκευάζει και στέλνει το κατάλληλο μήνυμα PATH ή Label Request. Όταν λάβει το αντίστοιχο μήνυμα RESV ή Label Mapping, συμπληρώνει το πεδίο *label* (και το *EXP* αν απαιτείται) για τις καταχωρήσεις της R-DB των διαδρομών που θα χρησιμοποιήσουν το LSP.

Τα μηνύματα PATH ή Label Request που λαμβάνει κάποιος ενδιάμεσος κόμβος εξετάζονται από τη διεργασία R-LB του κόμβου. Έστω ότι το μήνυμα PATH (ή Label Request) έχει αποσταλεί από τον κόμβο  $s$  με σκοπό τη δημιουργία ενός LSP για την κλάση  $x$ . Η R-LB διεργασία θα πρέπει να καταχωρίσει στην R-DB τις διαδρομές που αντιστοιχούν στο LSP αυτό. Για κάθε δυνατό τύπο ροής  $A_i$  της κλάσης  $x$  θα κατασκευάσει μια καταχώρηση για την R-DB η οποία θα έχει τη μορφή που προσδιορίζει ο δεύτερος τύπος καταχωρήσεων, αφού θα πρόκειται για διαδρομή η οποία δεν έχει αφετηρία το συγκεκριμένο κόμβο. Στο πεδίο *source* θα αποθηκευτεί ο κόμβος  $s$ , στο πεδίο  $k$  θα αποθηκευτεί ο σύνδεσμος που χρησιμοποιεί το LSP, ενώ τα πεδία  $s_r$  και  $\rho_r$  θα αρχικοποιηθούν με την τιμή  $w_r$  και μηδέν αντίστοιχα. Παράλληλα με την ενημέρωση της R-DB, γίνεται και ενημέρωση της L-DB. Για κάθε καινούργια διαδρομή που καταχωρείται, ενημερώνεται το *list\_of\_routes* πεδίο του νοητού συνδέσμου που χρησιμοποιεί η διαδρομή.

Με την κατασκευή των LSPs από κάθε κόμβο αφετηρία διαδρομών, ολοκληρώνεται το στάδιο αρχικοποίησης του δικτύου. Στις βάσεις δεδομένων έχει καταχωρηθεί όλη η πληροφορία που χρειάζεται για τη λειτουργία του συστήματος. Οι διεργασίες RC και R-LB δεν χρησιμοποιούνται περαιτέρω.

#### 4.1.2.3 Επεξεργασία Αιτήσεων (Request Processing)

Μια εφαρμογή, η οποία πρόκειται να στείλει κυκλοφορία, πρέπει πρώτα να γνωστοποιήσει στον Local Policer που αντιστοιχεί στον κόμβο εισόδου της κυκλοφορίας στο δίκτυο τα εξής:

- τον προορισμό της κυκλοφορίας
  - την κλάση υπηρεσίας που θέλει να χρησιμοποιήσει
  - τις απαιτήσεις της σε εύρος ζώνης
  - τη θύρα επικοινωνίας (port) της
  - τη θύρα επικοινωνίας του παραλήπτη

Τα τρία πρώτα στοιχεία θα χρησιμοποιηθούν για την επιλογή διαδρομής για την κυκλοφορία της διαδρομής. Οι θύρες επικοινωνίας, μαζί με τη διεύθυνση προορισμού καθώς και τη διεύθυνση του αποστολέα θα χρησιμοποιηθούν για την κατηγοριοποίηση (classification) των πακέτων της εφαρμογής που θα εξηγήσουμε παρακάτω.

Για τη γνωστοποίηση των παραπάνω στοιχείων θα πρέπει να αποσταλεί στον Local Policer του κατάλληλου κόμβου μια αίτηση. Τις αιτήσεις αυτές παραλαμβάνει και επεξεργάζεται η διεργασία που ονομάζεται Request Processing. Οι χρήστες μπορούν δηλώνουν τις απαιτήσεις τους, καθώς και τα απαιτούμενα συμπληρωματικά στοιχεία, χρησιμοποιώντας μηνύματα PATH του πρωτοκόλλου RSVP. Όταν η διεργασία RP λάβει κάποια αίτηση, καλεί τη διεργασία επιλογής διαδρομής που θα παρουσιασθεί παρακάτω, με σκοπό τον καθορισμό της διαδρομής που θα εξυπηρετήσει τη ροή που περιγράφεται στην αίτηση. Αμέσως μετά την επιλογή της διαδρομής, θα ενημερώσει τη διεργασία κατηγοριοποίησης ροών σχετικά με τα στοιχεία της ροής (θύρες επικοινωνίας, διευθύνσεις, κτλ.) και τη διαδρομή που επιλέχθηκε. Παράλληλα, η RP θα αναλάβει να ενημερώσει το πεδίο προσφερόμενης κίνησης στην καταχώρηση της διαδρομής στη βάση R-DB. Συγκεκριμένα, θα προσθέσει στο πεδίο  $\rho_r$  τις απαιτήσεις σε εύρος ζώνης (εκφρασμένες σε αριθμό κυκλωμάτων) της ροής.

Για τη σωστή ενημέρωση του πεδίου  $\rho_r$ , οι ροές θα πρέπει ενημερώνουν τη διεργασία RP όταν ολοκληρώσουν την αποστολή της κυκλοφορίας τους. Για το σκοπό αυτό, θα μπορούσε να χρησιμοποιηθεί ένα μήνυμα PATHTEAR του πρωτοκόλλου RSVP. Κατά την παραλαβή του μηνύματος τερματισμού της ροής, η διεργασία RP βρίσκει την καταχώρηση της διαδρομής που εξυπηρετούσε τη ροή στη βάση R-DB και αφαιρεί από το πεδίο  $\rho_r$  όσα κυκλώματα αντιστοιχούν στον τύπο ροής. Επίσης, ενημερώνεται και η διεργασία κατηγοριοποίησης ροών, με σκοπό την ακύρωση των στοιχείων της ροής.

Σε κάθε ενημέρωση του πεδίου  $\rho_r$  (είτε αύξηση, είτε ελάττωση) μιας διαδρομής, ελέγχεται αν η τρέχουσα τιμή παρουσιάζει σημαντική διαφορά σε σχέση με την τιμή  $\rho_{r\_advert}$  που ανακοινώθηκε τελευταία. Για το σκοπό αυτό, ορίζεται ένα κατώφλι (threshold)  $thr_\rho$ . Η διαφορά της τρέχουσας τιμής από την τιμή που ανακοινώθηκε τελευταία κρίνεται ως σημαντική, αν είναι μεγαλύτερη ή ίση με  $thr_\rho$  %. Στην περίπτωση που η διαφορά κριθεί σημαντική, θα πρέπει να ανακοινωθεί η τρέχουσα τιμή της προσφερόμενης κίνησης στους ενδιαφερόμενους κόμβους. Οι ανακοινώσεις ποσοτήτων που σχετίζονται με διαδρομές πραγματοποιούνται από τη διεργασία Route State Advertisement που θα παρουσιασθεί παρακάτω. Όταν λοιπόν η RP διαπιστώσει ότι θα πρέπει να ανακοινωθεί η τρέχουσα τιμή της προσφερόμενης κίνησης κάποιας διαδρομής θα αντιγράψει στο πεδίο  $\rho_{r\_advert}$  την τιμή του πεδίου  $\rho_r$  και θα καλέσει την RSA. Η τελευταία θα αναλάβει να στείλει τα μηνύματα ανακοίνωσης.

#### 4.1.2.4 Κατηγοριοποίηση Ροών (Flow Classification)

Η διεργασία Flow Classification είναι υπεύθυνη για την κατάταξη των πακέτων μιας ροής στην κλάση υπηρεσίας που έχει επιλέξει η ροή. Επίσης πρέπει να εξασφαλίσει ότι τα πακέτα της ροής θα ακολουθήσουν τη διαδρομή που έχει επιλεγθεί. Για να εκτελέσει τις λειτουργίες αυτές, συνεργάζεται με τη διεργασία RP. Η τελευταία ενημερώνει την FC σχετικά με τα στοιχεία κάποιας καινούργιας ροής η οποία πρόκειται να στείλει κυκλοφορία στο δίκτυο καθώς και με κάποια στοιχεία της διαδρομής που έχει επιλεγθεί για τη δρομολόγηση της ροής. Όσον αφορά στα στοιχεία της ροής, όπως έχουμε ήδη αναφέρει, η FC πληροφορείται για τις διευθύνσεις αποστολέα και παραλήπτη, καθώς και τις αντίστοιχες θύρες επικοινωνίας. Η πληροφορία που χρειάζεται σχετικά με τη διαδρομή είναι η ετικέτα και η τιμή του EXP (στην περίπτωση που χρησιμοποιούνται E-LSPs) που αντιστοιχούν στη διαδρομή. Χρησιμοποιώντας τα στοιχεία της ροής, είναι σε θέση να αναγνωρίζει τα πακέτα τα οποία ανήκουν στη ροή. Στη συνέχεια, αναθέτει στα πακέτα αυτά την κατάλληλη ετικέτα και θέτει την κατάλληλη τιμή στο πεδίο EXP της επικεφαλίδας του MPLS. Μέσω της ετικέτας και της τιμής του πεδίου EXP, οι ενδιάμεσοι κόμβοι, μπορούν να προσδιορίζουν το LSP, καθώς και την κλάση υπηρεσίας των πακέτων. Έτσι εξασφαλίζεται ότι τα πακέτα θα ακολουθήσουν το μονοπάτι της διαδρομής που επιλέχθηκε και ότι θα απολάβουν την ποιότητα εξυπηρέτησης που αντιστοιχεί στην κλάση υπηρεσίας που ανήκουν. Όταν μια ροή ολοκληρώσει τη μετάδοση των δεδομένων της, η διεργασία RP αναλαμβάνει να ενημερώσει την FC σχετικά. Τότε η FC ακυρώνει τα στοιχεία κατηγοριοποίησης για τη συγκεκριμένη ροή.

#### 4.1.2.5 Επιλογή Διαδρομής (Route Selection)

Η διεργασία Route Selection χρησιμοποιείται για την επιλογή της διαδρομής, μέσω της οποίας θα δρομολογηθεί μια ροή. Η RS διεργασία καλείται από την RP, κάθε φορά που η τελευταία παραλαμβάνεται μία αίτηση εξυπηρέτησης από κάποια ροή. Αρχικά η RS αναζητεί στη βάση R-DB τις διαδρομές που μπορούν να εξυπηρετήσουν τη ροή. Οι διαδρομές αυτές θα πρέπει να έχουν τον ίδιο προορισμό, κλάση και τύπο με τη ροή. Στη συνέχεια, για κάθε υποψήφια διαδρομή υπολογίζεται το γινόμενο  $s_r(1-L_r)$ . Η διαδρομή που θα επιλεγθεί, είναι αυτή με τη μεγαλύτερη τιμή στο παραπάνω γινόμενο. Σύμφωνα με τη θεωρία των συνεπαγόμενων κοστών, η αποδοχή μιας κλήσης στη διαδρομή αυτή, θα επιφέρει τη μέγιστη δυνατή αύξηση στο κέρδος του δικτύου.

Πρέπει να σημειωθεί ότι η διεργασία RS, καθώς και οι διεργασίες RP, FC είναι απαραίτητες σε κόμβους που αποτελούν αφετηρία κάποιας διαδρομής, δηλαδή στους κόμβους στα σημεία εισόδου του δικτύου. Η υποστήριξη των διεργασιών αυτών, από κόμβους στον κορμό του δικτύου είναι περιττή. Επίσης η λειτουργικότητα της διεργασίας RS θα μπορούσε να περιλαμβάνεται στην RP.

#### 4.1.2.6 Υπολογισμός Κατάστασης Διαδρομών (Route State Computation)

Η διεργασία Route State Computation υπολογίζει την κατάσταση των διαδρομών που έχουν αφετηρία τον κόμβο στον οποίο εκτελείται. Η κατάσταση μιας διαδρομής περιγράφεται από το πλεονασματικό κέρδος  $s_r$  και την πιθανότητα αποκλεισμού  $L_r$ . Για να αλλάξει η κατάσταση μιας διαδρομής, θα πρέπει να μεταβληθεί μια από τις παραπάνω ποσότητες.

Όσον αφορά στην πιθανότητα αποκλεισμού μιας διαδρομής  $r$ , αυτή δίνεται από τον τύπο  $L_r = \max_{k \in r} B_k$ . Όταν μεταβληθεί η πιθανότητα αποκλεισμού  $B_k$  κάποιου νοητού συνδέσμου  $k$ , ενημερώνονται οι κόμβοι αφετηρίας των διαδρομών που χρησιμοποιούν τον  $k$ . Ο τρόπος με τον οποίο πραγματοποιείται η ενημέρωση θα παρουσιασθεί παρακάτω. Κάθε φορά που λαμβάνεται από κάποιον κόμβο, μια ενημέρωση νέας τιμής της πιθανότητας αποκλεισμού ενός νοητού συνδέσμου  $k$ , καλείται η διεργασία RSC. Η RSC, αρχικά θα αναζητήσει στη βάση R-DB τις τοπικές διαδρομές που χρησιμοποιούν τον  $k$ . Για κάθε τοπική διαδρομή  $r$ , με  $k \in r$ , θα ενημερώσει την αντίστοιχη καταχώρηση στη βάση R-DB. Συγκεκριμένα, στο στοιχείο της *path\_list* που αναφέρεται στο νοητό σύνδεσμο  $k$  θα αποθηκεύσει η νέα τιμή του  $B_k$ . Στη συνέχεια, θα διατρέξει όλα τα στοιχεία της *path\_list* για να εντοπίσει το στοιχείο με τη μέγιστη τιμή του  $B_k$  και η τιμή αυτή θα ανατεθεί στο πεδίο  $L_r$  της καταχώρησης της διαδρομής. Πρέπει να σημειωθεί ότι αν δεν αποθηκεύονταν η τιμή του  $B_k$  για κάθε  $k \in r$ , δεν θα ήταν δυνατός ο σωστός προσδιορισμός του μεγίστου. Έστω, για παράδειγμα, ότι στο  $L_r$  αποθηκεύονταν απλώς το μεγαλύτερο  $B_k$  από όσα είχαν ανακοινωθεί μέχρι εκείνη τη στιγμή. Αν ο νοητός σύνδεσμος ο οποίος είχε ανακοινώσει το μέγιστο  $B_k$ , ανακοινώσει μια νέα τιμή μικρότερη από την προηγούμενη, τότε δεν θα ήταν δυνατός ο προσδιορισμός του καινούργιου μεγίστου.

Για τον υπολογισμό του πλεονασματικού κέρδους μιας διαδρομής  $r$ , απαιτούνται οι τιμές του συνεπαγόμενου κόστους σε κάθε νοητό σύνδεσμο  $k \in r$ . Υπενθυμίζουμε ότι  $s_r = w_r - A_r \sum_{k \in r} c_k$  και ότι το πεδίο  $s_r$  για κάθε καταχώρηση τοπικής διαδρομής στη βάση R-DB αρχικοποιείται στην τιμή  $w_r$ . Όπως και στην περίπτωση της πιθανότητας αποκλεισμού, όταν αλλάξει η τιμή του συνεπαγόμενου κόστους σε κάποιο νοητό σύνδεσμο ενημερώνονται όλοι οι κόμβοι που αποτελούν αφετηρία κάποιας διαδρομής που χρησιμοποιεί το σύνδεσμο. Στην περίπτωση αυτή όμως, δεν ανακοινώνεται η νέα τιμή του συνεπαγόμενου κόστους αλλά η διαφορά  $c_{k\_diff}$  από την προηγούμενη τιμή που ανακοινώθηκε. Αν η νέα τιμή είναι μικρότερη από την προηγούμενη, το  $c_{k\_diff}$  θα είναι αρνητικό. Κάθε φορά που λαμβάνεται ένα  $c_{k\_diff}$  για κάποιο νοητό σύνδεσμο  $k$ , η RSC βρίσκει τις τοπικές διαδρομές που χρησιμοποιούν τον  $k$ . Για κάθε μία από τις διαδρομές αυτές υπολογίζεται η νέα τιμή του πλεονασματικού κέρδους  $s_{r\_new}$ . Έστω  $s_{r\_prev}$  η προηγούμενη τιμή του (η οποία βρίσκεται αποθηκευμένη στο πεδίο  $s_r$  της καταχώρησης της διαδρομής στη βάση R-DB), τότε

$$s_{r\_new} = s_{r\_prev} + A_r \cdot c_{k\_diff}$$

Η νέα τιμή που υπολογίστηκε αποθηκεύεται στη βάση R-DB. Στη συνέχεια, συγκρίνεται η τιμή αυτή, με την τιμή του πλεονασματικού κέρδους που ανακοινώθηκε τελευταία. Θεωρούμε ότι έχει προκαθορισθεί ένα κατώφλι *thr\_s* (που χρησιμοποιείται για όλες τις διαδρομές) το οποίο αποτελεί μέτρο της σύγκρισης. Αν

$$\frac{|s_r - s_{r\_advert}|}{s_{r\_advert}} \geq thr\_s$$

τότε η νέα τιμή του  $s_r$  κρίνεται ότι πρέπει να ανακοινωθεί. Στην περίπτωση αυτή, η τιμή του  $s_r$  αντιγράφεται στο πεδίο  $s_{r\_advert}$  και καλείται η διεργασία RSA η οποία θα αναλάβει να πραγματοποιήσει τη ανακοίνωση.

#### 4.1.2.7 Ανακοίνωση Κατάστασης Διαδρομών (Route State Advertisement)

Όπως έχουμε ήδη αναφέρει, η διεργασία RSA πραγματοποιεί τις ανακοινώσεις ποσοτήτων που σχετίζονται με διαδρομές. Επίσης, λαμβάνει τα μηνύματα ανακοίνωσης που αποστέλλονται από αντίστοιχες RSA διεργασίες άλλων κόμβων και καλεί τις διεργασίες του κόμβου που θα χρησιμοποιήσουν την πληροφορία που περιέχεται στα μηνύματα αυτά.

Η διεργασία RSA καλείται από την RP με σκοπό να ανακοινώσει την προσφερόμενη κίνηση  $\rho_r$  κάποιας διαδρομής. Επιπλέον, καλείται και από τη διεργασία RSC με σκοπό τη ανακοίνωση του πλεονασματικού κέρδους  $s_r$  κάποιας διαδρομής. Οι κόμβοι που πρέπει να λάβουν το μήνυμα ανακοίνωσης είναι, και στις δύο περιπτώσεις, όσοι έχουν κάποιο νοητό σύνδεσμο, ο οποίος χρησιμοποιείται από τη διαδρομή. Οι κόμβοι αυτοί περιέχονται στην  $path\_list$  της καταχώρησης της διαδρομής στη βάση R-DB. Επειδή τα μηνύματα ανακοίνωσης του  $s_r$  και τα μηνύματα ανακοίνωσης του  $\rho_r$  για μια διαδρομή  $r$  έχουν τους ίδιους παραλήπτες, θα μπορούσε να χρησιμοποιηθεί το ίδιο μήνυμα για τη ανακοίνωση και των δύο μεγεθών. Έτσι, όποτε κρίνεται ότι πρέπει να ανακοινωθεί η προσφερόμενη κίνηση μιας διαδρομής, στο μήνυμα θα συμπεριλαμβάνεται και το πλεονασματικό κέρδος (χωρίς κατ' ανάγκη να έχει μεταβληθεί σημαντικά σε σχέση με την τελευταία τιμή που είχε ανακοινωθεί). Ασφαλώς, θα συμβαίνει και το αντίστροφο, δηλαδή, όταν κριθεί ότι πρέπει να ανακοινωθεί το πλεονασματικό κέρδος, στο ίδιο μήνυμα θα περιέχεται και η τρέχουσα τιμή της προσφερόμενης κίνησης. Με τον τρόπο αυτόν, δεν αυξάνεται η συχνότητα με την οποία στέλνονται τα μηνύματα ανακοίνωσης, αφού για τις τιμές που ανακοινώνονται «πρόωρα», μετατίθεται η χρονική στιγμή που θα κριθεί ότι πρέπει να ανακοινωθούν. Παράλληλα, μειώνεται το επιπλέον κόστος (overhead) που προσθέτουν οι επικεφαλίδες των μηνυμάτων ανακοίνωσης, σε σχέση με την περίπτωση που χρησιμοποιούνταν ξεχωριστό μήνυμα για κάθε μέγεθος.

Τα μηνύματα που στέλνει μια διεργασία RSA, λαμβάνονται από τις διεργασίες RSA στους κόμβους-παραλήπτες. Όταν μια διεργασία RSA λάβει ένα μήνυμα ανακοίνωσης της κατάστασης κάποιας διαδρομής, αρχικά βρίσκει την καταχώρηση της διαδρομής στη βάση R-DB. Στη συνέχεια συγκρίνει τις τιμές που περιέχονται στο μήνυμα ανακοίνωσης, με τις τιμές που βρίσκονται αποθηκευμένες στην καταχώρηση της διαδρομής. Για τουλάχιστον ένα από τα δύο μεγέθη θα παρατηρηθεί διαφορά μεταξύ της αποθηκευμένης και της τιμής που ανακοινώνεται. Στην περίπτωση που διαφέρει το πλεονασματικό κέρδος, η τιμή που ανακοινώνεται αποθηκεύεται στο πεδίο  $s_r$  της καταχώρησης της διαδρομής. Στην περίπτωση που παρουσιάζει διαφορά η προσφερόμενη κίνηση της διαδρομής, τότε αρχικά καλείται η διαδικασία δέσμευσης πόρων. Αύτη, όπως θα εξηγήσουμε παρακάτω, θα αποφασίσει αν



πρέπει να γίνει ανακατανομή μεταξύ των πόρων που έχουν δεσμευτεί για τις κλάσεις στο σύνδεσμο που χρησιμοποιεί η διαδρομή. Στη συνέχεια, θα καλεστεί η διεργασία Link State Computation, η οποία θα υπολογίσει τις νέες τιμές του συνεπαγόμενου κόστους και της πιθανότητας αποκλεισμού για κάποιους από τους νοητούς συνδέσμους που αντιστοιχούν στο φυσικό σύνδεσμο.

#### 4.1.2.8 Δέσμευση Πόρων (Resource Allocation)

Η διεργασία Resource Allocation καλείται (από την RSA) κάθε φορά που μεταβάλλεται η προσφερόμενη κίνηση  $\rho_r$  κάποιας διαδρομής. Η αύξηση ή ελάττωση της προσφερόμενης κίνησης μιας διαδρομής, προκαλεί αύξηση ή ελάττωση αντίστοιχα στη συνολική προσφερόμενη κίνηση του νοητού συνδέσμου που χρησιμοποιεί η διαδρομή. Η αύξηση της προσφερόμενης κίνησης σε ένα νοητό σύνδεσμο προκαλεί πτώση της ποιότητας εξυπηρέτησης που απολαμβάνει η κυκλοφορία που χρησιμοποιεί το σύνδεσμο. Αντίστοιχα, η ελάττωση της προσφερόμενης κίνησης, βελτιώνει την ποιότητα εξυπηρέτησης που προσφέρει ο νοητός σύνδεσμος. Για κάθε κλάση υπηρεσίας, έχει ορισθεί η χειρότερη και η βέλτιστη επιτρεπτή ποιότητα εξυπηρέτησης που θα πρέπει να παρέχουν οι νοητοί σύνδεσμοι που χρησιμοποιούνται από την κυκλοφορία της κλάσης. Η RA διεργασία πρέπει να εξασφαλίζει ότι η ποιότητα εξυπηρέτησης των κλάσεων είναι μεταξύ των επιτρεπτών ορίων. Υπενθυμίζουμε ότι σύμφωνα με τον ορισμό των κλάσεων υπηρεσίας της υποενότητας 3.2.2 για κάθε κλάση υπηρεσίας  $x$  που υποστηρίζει το δίκτυο (εκτός της best effort) ορίζεται η επιτρεπτή διακύμανση του βαθμού υπερφόρτωσης  $f_{kx}$  των νοητών συνδέσμων που αντιστοιχούν στη  $x$ . Η πληροφορία αυτή είναι αποθηκευμένη στην C-DB κάθε κόμβου.

Όταν καλεστεί η διεργασία RA, αρχικά υπολογίζει τη νέα τιμή της προσφερόμενης κίνησης  $\rho_k$  στο νοητό σύνδεσμο  $k$  που χρησιμοποιεί η διαδρομή  $r$ , της οποίας μεταβλήθηκε η προσφερόμενη κίνηση  $\rho_r$ . Έστω  $\rho_{r\_old}$  η προηγούμενη τιμή της προσφερόμενης κίνησης (δηλαδή η τιμή του πεδίου  $\rho_r$  στην καταχώρηση της διαδρομής στη βάση R-DB),  $\rho_{r\_new}$  η νέα (αυτή που ανακοινώθηκε) και  $\rho_{k\_old}$  η προηγούμενη τιμή της προσφερόμενης κίνησης του νοητού συνδέσμου  $k$  (η τιμή του πεδίου  $\rho_k$  της καταχώρησης του νοητού συνδέσμου στη βάση L-DB). Η νέα τιμή της προσφερόμενης κίνησης  $\rho_{k\_new}$  στο  $k$  θα είναι

$$\rho_{k\_new} = \rho_{k\_old} + (\rho_{r\_new} - \rho_{r\_old})$$

Οι νέες τιμές της προσφερόμενης κίνησης για τα  $k$  και  $r$  αποθηκεύονται στις βάσεις L-DB και R-DB αντίστοιχα.

Στη συνέχεια η διεργασία RA υπολογίζει τον τρέχοντα βαθμό υπερφόρτωσης  $f_{kx}$  στο νοητό σύνδεσμο  $k$  και εκτελεί τον αλγόριθμο υπολογισμού της πιθανής ανακατανομής πόρων που περιγράφηκε στην παράγραφο 3.2.3. Μετά την περάτωση των υπολογισμών, οι χωρητικότητες, όσων νοητών συνδέσμων μεταβλήθηκαν, αποθηκεύονται στη βάση L-DB και υλοποιείται η ανακατανομή των πόρων στον πραγματικό σύνδεσμο, δηλαδή δεσμεύεται η κατάλληλη ποσότητα εύρους ζώνης για κάθε κλάση στο σύνδεσμο. Στην περίπτωση κατά την οποία μεταβληθεί η προσφερόμενη κίνηση κάποιας διαδρομής της κλάσης best effort, απλώς υπολογίζεται η νέα τιμή της προσφερόμενης κίνησης του νοητού συνδέσμου και ενημερώνεται η L-DB.

#### 4.1.2.9 Υπολογισμός Κατάστασης Συνδέσμων (Link State Computation)

Η διεργασία αυτή καλείται μετά την ανακατανομή των πόρων στον πραγματικό σύνδεσμο από τη διεργασία RA. Για κάθε νοητό σύνδεσμο που μεταβλήθηκε η χωρητικότητα, υπολογίζονται οι νέες τιμές του συνεπαγόμενου κόστους και της πιθανότητας αποκλεισμού. Τα παραπάνω μεγέθη ορίζουν την κατάσταση ενός νοητού συνδέσμου. Στην περίπτωση που αποφασισθεί ότι δεν χρειάζεται να πραγματοποιηθεί ανακατανομή πόρων, η νέα κατάσταση υπολογίζεται μόνο για το νοητό σύνδεσμο του οποίου μεταβλήθηκε η προσφερόμενη κίνηση.

Για τον υπολογισμό του συνεπαγόμενου κόστους χρησιμοποιείται ο τύπος (13) της υποενότητας 3.1.2:

$$c_k(n+1) = (1-a)c_k(n) + a\eta_k(n) \sum_{r:k \in r} A_{kr} \rho_{rk}(n)(s_r(n) + c_k(n))$$

Με  $c_k(n)$  και  $c_k(n+1)$  συμβολίζονται αντίστοιχα η νέα και η προηγούμενη τιμή του συνεπαγόμενου κόστους στο νοητό σύνδεσμο  $k$ . Η τελευταία τιμή του συνεπαγόμενου κόστους βρίσκεται αποθηκευμένη στην καταχώρηση του νοητού συνδέσμου στη βάση L-DB. Για την ανεύρεση των διαδρομών που χρησιμοποιούν ένα νοητό σύνδεσμο, χρησιμοποιείται το *list\_of\_routes* πεδίο της καταχώρησης. Μέσω του πεδίου αυτού προσδιορίζονται οι καταχωρήσεις των διαδρομών αυτών στη βάση R-DB, άρα μπορεί να προσδιορισθεί η τιμή του  $A_{kr}$  και  $\rho_{rk}$  κάθε διαδρομής. Για τον υπολογισμό του  $\eta_k$  απαιτείται η συνολική προσφερόμενη κίνηση στο νοητό σύνδεσμο, καθώς και η χωρητικότητα του συνδέσμου. Οι ποσότητες αυτές είναι αποθηκευμένες στη βάση L-DB. Συνδυάζοντας λοιπόν πληροφορία από τις βάσεις L-DB και R-DB, η LSC υπολογίζει και αποθηκεύει τη νέα τιμή του συνεπαγόμενου κόστους για κάποιο νοητό σύνδεσμο. Για τον υπολογισμό της πιθανότητας αποκλεισμού  $B_k$  χρησιμοποιείται η σχέση

$$B_k = \frac{\rho_k - C_k}{\rho_k}$$

Μετά τον υπολογισμό των υπολογισμών των  $c_k$ ,  $B_k$ , οι νέες τιμές αυτών συγκρίνονται με τις τιμές που ανακοινώθηκαν τελευταία. Θεωρούμε ότι έχουν ορισθεί δύο κατώφλια, τα *thr\_c* και *thr\_B*. Η νέα τιμή του  $c_k$  πρέπει να ανακοινωθεί αν:

$$\frac{|c_k - c_{k\_advert}|}{c_{k\_advert}} \geq thr\_c$$

Αντίστοιχα, για να ανακοινωθεί η νέα τιμή του  $B_k$  θα πρέπει να ισχύει

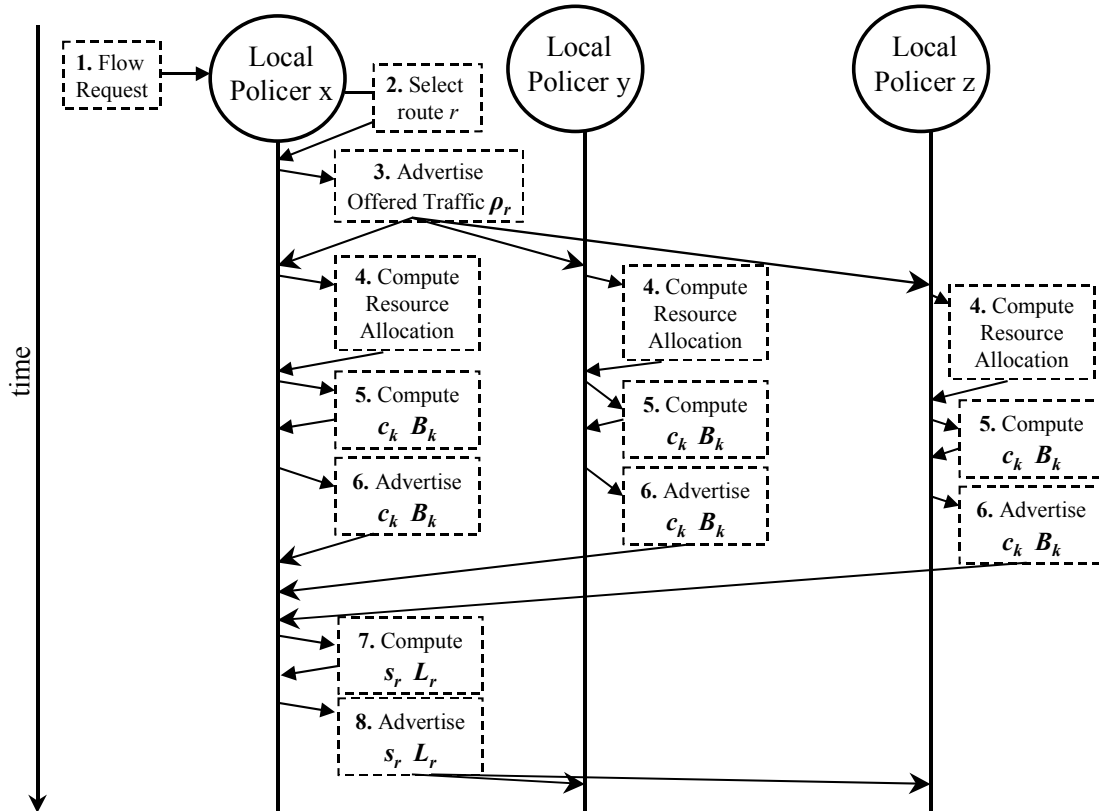
$$\frac{|B_k - B_{k\_advert}|}{B_{k\_advert}} \geq thr\_B$$

Στην περίπτωση που αποφασισθεί ότι πρέπει να πραγματοποιηθεί κάποια ανακοίνωση, καλείται η διεργασία Link State Advertisement.

#### 4.1.2.10 Ανακοίνωση Κατάστασης Συνδέσμων (Link State Advertisement)

Ο ρόλος της διεργασίας Link State Advertisement, όπως αναφέρθηκε παραπάνω, είναι να ανακοινώνει το συνεπαγόμενο κόστος και την πιθανότητα αποκλεισμού των νοητών συνδέσμων. Οι κόμβοι οι οποίοι πρέπει να ενημερωθούν, σε περίπτωση που μεταβληθεί ένα από τα παραπάνω μεγέθη σε κάποιο νοητό σύνδεσμο, είναι όσοι κόμβοι αποτελούν αφετηρία για κάποια διαδρομή που χρησιμοποιεί το σύνδεσμο αυτό. Για την ανεύρεση των κόμβων που πρέπει να λάβουν τα μηνύματα ανακοίνωσης, αρχικά εντοπίζεται η καταχώριση του νοητού συνδέσμου στη βάση L-DB. Στη συνέχεια, χρησιμοποιώντας το πεδίο *list\_of\_routes* προσδιορίζονται οι καταχωρήσεις στη βάση R-DB των διαδρομών που χρησιμοποιούν το νοητό σύνδεσμο. Οι καταχωρήσεις αυτές περιέχουν τον κόμβο αφετηρίας μιας διαδρομής. Για τους λόγους που εξηγήθηκαν στην παράγραφο 4.1.2.7, χρησιμοποιείται το ίδιο μήνυμα για τη ανακοίνωση των μεγεθών  $B_k$  και  $c_k$ . Όταν κριθεί ότι πρέπει να ανακοινωθεί ένα από τα δύο μόνο, στο μήνυμα ανακοίνωσης περιλαμβάνεται και η τρέχουσα τιμή του άλλου. Όσον αφορά το συνεπαγόμενο κόστος, δε ανακοινώνεται η τρέχουσα τιμή, αλλά η διαφορά της τρέχουσας τιμής από την τιμή που διαφημιστικέ τελευταία. Δηλαδή το μήνυμα ανακοίνωσης περιέχει το  $c_k - c_{k\_advert}$ , ενώ μετά την αποστολή του μηνύματος, στο πεδίο  $c_{k\_advert}$  της καταχώρισης του νοητού συνδέσμου στη βάση L-DB, αντιγράφεται η τιμή του πεδίου  $c_k$ . Επίσης, όπως είδαμε κατά την περιγραφή των διεργασιών RA και LSA, η μεταβολή στην προσφερόμενη κίνηση ενός νοητού συνδέσμου, είναι δυνατό να προκαλέσει μεταβολή στην κατάσταση περισσοτέρων του ενός νοητών συνδέσμων. Έτσι, αντί για τη χρήση ενός μηνύματος ανακοίνωσης ανά νοητό σύνδεσμο, μπορεί να χρησιμοποιηθεί ένα μήνυμα στο οποίο να συμπεριλαμβάνονται οι νέες καταστάσεις όλων των νοητών συνδέσμων ενδιαφέρον ενός κόμβου. Με τον τρόπο αυτό, μειώνονται περαιτέρω τα μηνύματα που ανταλλάσσονται μεταξύ των κόμβων.

Τα μηνύματα ανακοίνωσης που στέλνονται από τη διεργασία LSA παραλαμβάνονται από τις αντίστοιχες LSA διεργασίες στους κόμβους παραλήπτες. Κατά την παραλαβή ενός μηνύματος ανακοίνωσης κατάστασης νοητών συνδέσμων, η LSA θα καλέσει τη διεργασία RSC. Η τελευταία, όπως έχουμε ήδη αναφέρει, θα υπολογίσει τη νέα τιμή του πλεονασματικού κέρδους και της πιθανότητας αποκλεισμού, όσων διαδρομών επηρεάζονται από τις διαφημιζόμενες καταστάσεις νοητών συνδέσμων. Ένα σενάριο ανταλλαγής μηνυμάτων ανακοίνωσης, καθώς και οι διεργασίες που εκτελούνται κατά την παραλαβή κάθε μηνύματος, παρουσιάζεται στο Σχήμα 5. Στο σχήμα θεωρείται ότι οι Local Policers  $y$  και  $z$  διαχειρίζονται συνδέσμους οι οποίοι χρησιμοποιούνται από κάποια τοπική διαδρομή του Local Policer  $x$ .



Σχήμα 5: Ανταλλαγή μηνυμάτων και εκτέλεση διεργασιών στο σύστημα

## 4.2 Αποτίμηση αρχιτεκτονικής του συστήματος

Στην ενότητα αυτή παρουσιάζεται μια αποτίμηση της αρχιτεκτονικής του συστήματος. Οι παράγοντες που εξετάζονται και αξιολογούνται είναι η πολυπλοκότητα και η επεκτασιμότητα (scalability) της αρχιτεκτονικής, ο υπολογιστικός φόρτος στους κόμβους και το κόστος επικοινωνίας μεταξύ των διεργασιών διαφορετικών κόμβων.

Όπως αναφέραμε στην προηγούμενη ενότητα, δεν είναι απαραίτητη η υποστήριξη όλων των διεργασιών της οντότητας Local Policer από κάθε κόμβο του δικτύου. Συγκεκριμένα, οι διεργασίες υπολογισμού των διαδρομών (RC), επεξεργασίας αιτήσεων (RP), κατηγοριοποίησης ροών (FC) και επιλογής διαδρομής (RS) απαιτείται να υποστηρίζονται μόνο από κόμβους στα σημεία εισόδου του δικτύου. Οι συγκεκριμένοι κόμβοι αποτελούν αφετηρία διαδρομών, άρα δέχονται αιτήσεις εξυπηρέτησης από ροές, επιλέγουν τη διαδρομή που θα τις εξυπηρετήσει, και κατηγοριοποιούν την εισερχόμενη κίνηση σε κλάσεις. Άρα, η λειτουργικότητα των εσωτερικών κόμβων του δικτύου περιορίζεται σημαντικά. Επίσης, από τις διεργασίες που υποστηρίζει ένας Local Policer, η πιο σύνθετη και πολύπλοκη είναι αυτή της κατηγοριοποίησης της κίνησης σε κλάσεις υπηρεσίας (FC). Ο λόγος είναι ότι η διεργασία FC πρέπει να εξετάζει διάφορα πεδία της επικεφαλίδας κάθε πακέτου που πρόκειται να εισέλθει στο δίκτυο MPLS, καθώς και προσθέτει την επικεφαλίδα MPLS στα πακέτα. Η επικεφαλίδα αυτή θα πρέπει να περιέχει τη σωστή ετικέτα, καθώς και την κατάλληλη τιμή στο EXP πεδίο (σε περίπτωση που οι DS υλοποιούνται μέσω E-LSPs), ώστε το πακέτο να

δρομολογηθεί μέσω του κατάλληλου LSP και να καταταγεί στην κατάλληλη κλάση υπηρεσίας. Είναι λοιπόν πολύ σημαντικό, το γεγονός ότι η διεργασία FC δεν απαιτείται να υποστηρίζεται σε κάθε κόμβο του δικτύου, αλλά μόνο στους κόμβους εισόδου του δικτύου. Το γεγονός αυτό προσδίδει επεκτασιμότητα στο σύστημα.

Ένα άλλος παράγοντας που σχετίζεται άμεσα με τις δυνατότητες επέκτασης που παρουσιάζει ένα σύστημα, είναι η πληροφορία που απαιτείται να διατηρεί κάθε κόμβος. Όπως είδαμε στις προηγούμενες ενότητες, η πληροφορία που πρέπει διατηρεί ένας κόμβος, σχετίζεται με τους νοητούς συνδέσμους που αντιστοιχούν στον κόμβο, καθώς και με τις διαδρομές που χρησιμοποιούν τους νοητούς συνδέσμους αυτούς. Ο όγκος της πληροφορίας αυτής δε μεταβάλλεται κατά τη διάρκεια της λειτουργίας του συστήματος. Επίσης δεν απαιτείται να αποθηκεύεται πληροφορία ανά ροή στο δίκτυο, γεγονός το οποίο θα καθιστούσε το σύστημα μη επεκτάσιμο. Επομένως, η απαιτούμενη πληροφορία σε κάθε κόμβο, δεν περιορίζει την επεκτασιμότητα του συστήματος.

Όσον αφορά στον υπολογιστικό φόρτο, ο πιο πολύπλοκος υπολογισμός που απαιτείται να εκτελέσει ένας κόμβος είναι ο υπολογισμός του  $\eta_k$ , το οποίο εμπλέκει τον τύπο του Erlang. Υπενθυμίζουμε ότι  $\eta_k = E(\rho_k, C_k - 1) - E(\rho_k, C_k)$  με

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

Ο υπολογισμός του τύπου του Erlang αυξάνει εκθετικά σε σχέση με την χωρητικότητα  $C$ . Χρησιμοποιώντας τον παρακάτω αναδρομικό τύπο ο χρόνος υπολογισμού γίνεται γραμμικός:

$$E(\rho, C) = \frac{\rho \cdot E(\rho, C - 1)}{\rho \cdot E(\rho, C - 1) + C}$$

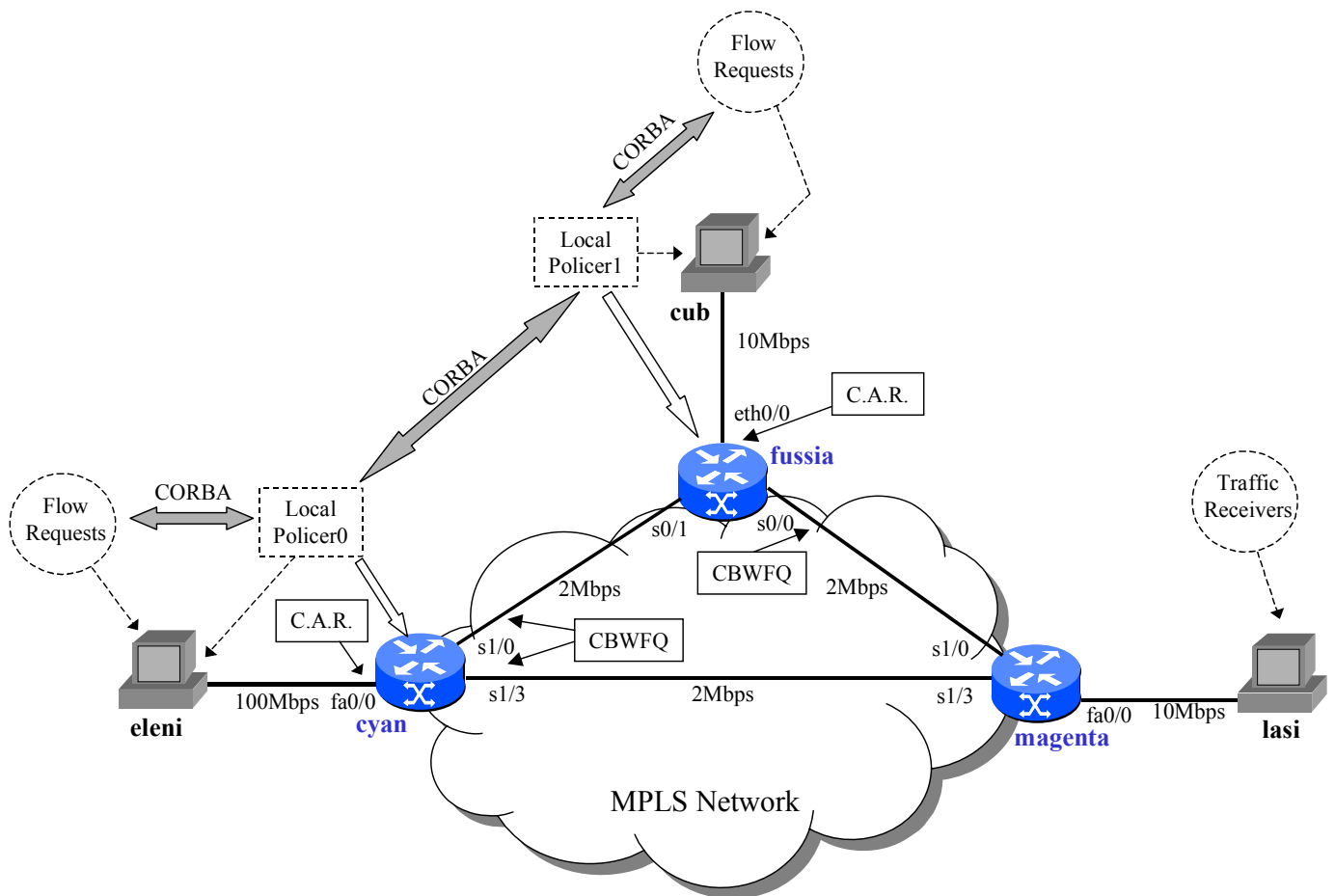
Έτσι, ο υπολογιστικός φόρτος στους κόμβους του συστήματος δεν είναι υψηλός.

Είναι τέλος αρκετά σημαντικό, ο όγκος της πληροφορίας που ανταλλάσσεται μεταξύ των Local Policers να μην είναι μεγάλος, γιατί για τη μετάδοση των μηνυμάτων που μεταφέρουν την πληροφορία αυτή χρησιμοποιούνται οι πόροι του δικτύου. Θα πρέπει αντίστοιχα και η συχνότητα με την οποία ανταλλάσσονται τα μηνύματα να μην είναι υψηλή. Με τον τρόπο που πραγματοποιούνται οι ανακοινώσεις, δηλαδή βάσει κατωφλιού, δεν απαιτείται η συχνή ανταλλαγή μηνυμάτων. Επίσης, χρησιμοποιώντας την πληροφορία που υπάρχει στις βάσεις δεδομένων τα μηνύματα αποστέλλονται μόνο στους ενδιαφερόμενους κόμβους. Τέλος, όπως αναφέρθηκε στις παραγράφους 4.1.2.7 και 4.1.2.10, ο όγκος της διακινούμενης πληροφορίας μειώνεται περαιτέρω, με τη χρήση ενός μηνύματος για τη ανακοίνωση πολλών τιμών ταυτοχρόνως. Στην περίπτωση αυτή, αποφεύγεται η χρήση πολλών μηνυμάτων (ένα για κάθε τιμή που πρέπει να ανακοινωθεί), αρά μειώνεται το επιπλέον κόστος (overhead) που προσθέτει η επικεφαλίδα κάθε μηνύματος. Επομένως, το σύστημα επιτυγχάνει να ελαχιστοποιήσει τον όγκο της διακινούμενης κυκλοφορίας.



## 5. Υλοποίηση Συστήματος

Στα πλαίσια της παρούσας εργασίας, πραγματοποιήθηκε μια υλοποίηση του συστήματος παροχής ποιότητας υπηρεσίας και διαχείρισης πόρων που παρουσιάστηκε στο προηγούμενο κεφάλαιο σε ένα πραγματικό δίκτυο MPLS. Το βασικό συστατικό μέρος του συστήματος, όπως είδαμε στο Κεφάλαιο 4, είναι η οντότητα Local Policer, η οποία αποτελείται από κάποιες βάσεις δεδομένων και διεργασίες, που πρέπει να υποστηρίζονται σε κάθε κόμβο του δικτύου. Βέβαια, δεν υπήρχε δυνατότητα τροποποίησης ή προγραμματισμού των δρομολογητών ώστε να υποστηρίζουν εσωτερικά τις λειτουργίες της οντότητας Local Policer. Για λόγο αυτό, η οντότητα Local Policer, υλοποιήθηκε ως ένα εξωτερικό πρόγραμμα, το οποίο εκτελείται σε κάποιον υπολογιστή, αλλά έχει δυνατότητες διαχείρισης δρομολογητών. Επίσης για τις ανάγκες των πειραμάτων που θα περιγραφούν στο επόμενο κεφάλαιο, υλοποιήθηκαν κάποιες γεννήτριες κυκλοφορίας. Μέσω των γεννητριών, μπορούν να δημιουργηθούν ροές διαφόρων απαιτήσεων σε εύρος ζώνης.



Σχήμα 6: Περιβάλλον υλοποίησης

Στο Σχήμα 6, παρουσιάζεται το περιβάλλον στο οποίο πραγματοποιήθηκε η υλοποίηση του συστήματος. Συγκεκριμένα, απεικονίζεται η τοπολογία του δικτύου, καθώς και οι διεργασίες/προγράμματα που εκτελούνται σε κάθε υπολογιστή. Στη συνέχεια του κεφαλαίου, αναπτύσσονται θέματα τα οποία σχετίζονται με την υλοποίηση. Στην ενότητα 5.1 αναφέρονται ζητήματα σχετικά με την υλοποίηση των Local Policers. Στην ενότητα 5.2 παρουσιάζονται οι μηχανισμοί των δρομολογητών που χρησιμοποιήθηκαν για τη δέσμευση πόρων, την κατασκευή των LSPs και την κατηγοριοποίηση της κυκλοφορίας σε κλάσεις. Τέλος, στην ενότητα 5.3, παρουσιάζονται οι γεννήτριες κίνησης που αναπτύχθηκαν και οι δυνατότητες που παρέχουν.

## 5.1 Οντότητες Local Policar

Για την υλοποίηση της οντότητας Local Policar χρησιμοποιήθηκε η γλώσσα προγραμματισμού Java 1.2.2 [28]. Η Java είναι μια οντοκεντρική γλώσσα προγραμματισμού που παρέχει δυνατότητες ανάπτυξης καταναμημένων εφαρμογών. Επίσης, τα προγράμματα σε γλώσσα Java, χαρακτηρίζονται από μεταφερσιμότητα (portability), μπορούν δηλαδή να εκτελεστούν σε διάφορες πλατφόρμες (Unix, Windows), χωρίς να απαιτείται τροποποίηση ή μετάφραση των προγραμμάτων για κάθε διαφορετική πλατφόρμα.

### 5.1.1 Διεργασίες – Βάσεις Δεδομένων

Η οντότητα Local Policar υλοποιήθηκε ως μία κλάση της γλώσσας Java. Γενικά, οι κλάσεις περιέχουν μεταβλητές και μεθόδους. Οι διεργασίες της οντότητας Local Policar, που περιγράφηκαν στο προηγούμενο κεφάλαιο, υλοποιήθηκαν ως μέθοδοι της αντίστοιχης κλάσης, ενώ οι βάσεις δεδομένων ως μεταβλητές της κλάσης. Οι τύποι των συγκεκριμένων μεταβλητών είναι κλάσεις, οι οποίες ορίστηκαν κατά τρόπο τέτοιο, ώστε να περιλαμβάνουν όση πληροφορία απαιτεί η αντίστοιχη βάση.

Η υλοποίηση της οντότητας Local Policar δεν περιείχε τη διεργασία Flow Classification. Για την κατάταξη των πακέτων μιας ροής στην κατάλληλη κλάση υπηρεσίας και τη δρομολόγηση τους μέσω του LSP που αντιστοιχεί στη διαδρομή επιλέχθηκε για τη ροή, χρησιμοποιήθηκαν κάποιοι μηχανισμοί των δρομολογητών που θα παρουσιαστούν στη συνέχεια. Επίσης, λόγω του γεγονότος ότι οι δρομολογητές δεν υποστήριζαν κάποιο μηχανισμό δυναμικής κατασκευής L-LSPs ή E-LSPs με ρητά καθορισμένη διαδρομή, δεν υλοποιήθηκε η διεργασία Route-Label Binding. Όσον αφορά στον καθορισμό των διαδρομών στο δίκτυο, το σύστημα που υλοποιήθηκε υποστηρίζει δύο επιλογές:

- a) υπολογισμός των διαδρομών με χρήση αλγορίθμου που υπολογίζει ένα αριθμό από συντομότερα μονοπάτια ανά πιθανό ζεύγος <αφετηρία, προορισμός>
- b) ρητός προσδιορισμός των διαδρομών από το διαχειριστή του συστήματος

Έτσι η χρήση ή η απενεργοποίηση της διεργασίας Route Computation αποφασίζεται από το διαχειριστή. Εκτός των προαναφερθέντων, όλες οι υπόλοιπες διεργασίες υποστηρίζονται από την υλοποίηση του συστήματος και παρέχουν τη λειτουργικότητα που προσδιορίστηκε στο



προηγούμενο κεφάλαιο. Πρέπει τέλος να αναφερθεί ότι το μέγεθος της υλοποίησης της οντότητας Local Policer καθώς και των δυο επιπλέον συστημάτων δρομολόγησης και διαχείρισης πόρων που περιγράφονται στο Κεφάλαιο 6 ανέρχεται σε 9591 γραμμές κώδικα. Επίσης, πρέπει να τονισθεί ότι για την εκπόνηση της υλοποίησης απαιτήθηκε μεγάλο χρονικό διάστημα.

### 5.1.2 Επικοινωνία

Οι Local Policers ανταλλάσσουν μηνύματα, με τα οποία ανακοινώνουν την κατάσταση νοητών συνδέσμων και διαδρομών. Επίσης, μηνύματα στέλνονται από κόμβους που αποτελούν αφετηρία κάποιας διαδρομής, με σκοπό την ενημέρωση των ενδιάμεσων κόμβων σχετικά με την προσφερόμενη κυκλοφορία της διαδρομής.

Για την επικοινωνία μεταξύ των Local Policers χρησιμοποιήθηκε η υλοποίηση του ORB (Object Request Broker) της αρχιτεκτονικής CORBA (Common Object Request Broker Architecture) [29] που παρέχει η Java. Η αρχιτεκτονική CORBA επιτρέπει σε εφαρμογές-πελάτες (client applications) την κλήση μεθόδων σε απομακρυσμένα αντικείμενα. Ο όρος αντικείμενο στη CORBA, αναφέρεται σε λογισμό του οποίου η εκτέλεση παρέχει κάποια λειτουργικότητα, πρόκειται δηλαδή για έναν εξυπηρετητή. Οι πελάτες χρησιμοποιούν το συστατικό μέρος της CORBA το οποίο ονομάζεται ORB για να στείλουν αιτήσεις στα αντικείμενα-εξυπηρετητές. Ο ORB αναλαμβάνει να εντοπίσει την τοποθεσία του αντικειμένου, να στείλει την αίτηση (η οποία προσδιορίζει τη μέθοδο του αντικειμένου που πρόκειται να αλεσθεί και τις παραμέτρους της κλήσης) και να επιστρέψει τα αποτελέσματα. Στην περίπτωση που το αντικείμενο είναι απομακρυσμένο (δεν εκτελείται δηλαδή στο ίδιο μηχάνημα με τον πελάτη), ο ORB του πελάτη συνεργάζεται με τον ORB του αντικειμένου για την επίτευξη της παραπάνω διαδικασίας. Το πρωτόκολλο επικοινωνίας μεταξύ των ORBs ονομάζεται Internet InterORB Protocol (IIOP). Για τον ορισμό των μεθόδων που μπορούν να καλεστούν σε ένα αντικείμενο χρησιμοποιείται η Interface Definition Language (IDL).

Με βάση το μοντέλο της αρχιτεκτονικής CORBA, ο Local Policer ο οποίος αποφασίζει να ανακοινώσει την κατάσταση ενός νοητού συνδέσμου του ή μιας τοπικής διαδρομής του, είναι ο πελάτης, ενώ ο Local Policer, στον οποίο απευθύνεται η ανακοίνωση, είναι το αντικείμενο-εξυπηρετητής. Με τη χρήση της IDL ορίστηκε ένα σύνολο μεθόδων. Έτσι, ορίστηκε η μέθοδος που πρέπει να καλεσθεί στην περίπτωση που διαφημίζεται η προσφερόμενη κίνηση και το πλεονασματικό κέρδος κάποιας διαδρομής. Ανάλογα, ορίστηκε μέθοδος η οποία αντιστοιχεί στη διαφήμιση του συνεπαγόμενου κόστους και της πιθανότητας μπλοκαρίσματος ενός νοητού συνδέσμου. Οι τιμές, οι οποίες διαφημίζονται, περνούν ως παράμετροι στην κλήση της μεθόδου. Ουσιαστικά, μέσω των κλήσεων αυτών, υλοποιούνται οι διεργασίες Link State Advertisement και Route State Advertisement της οντότητας Local Policer.

Επιπλέον, μέσω κλήσης μεθόδου CORBA γνωστοποιούν οι ροές στους Local Policers τις απαιτήσεις τους σε εύρος ζώνης, την κλάση υπηρεσίας στην οποία ανήκουν και τον προορισμό της κυκλοφορίας τους. Η μέθοδος επιστέφει στη ροή τη διαδρομή η οποία επιλέχθηκε. Μια άλλη μέθοδος καλείται από τις ροές με σκοπό να ενημερώσουν τους Local Policers σχετικά με

την ολοκλήρωση της αποστολής της κυκλοφορίας τους. Κάθε φορά που καλείται μια από τις δυο μεθόδους, ενεργοποιείται η διεργασία Request Processing του Local Policer.

### 5.1.3 Διαχείριση δρομολογητών

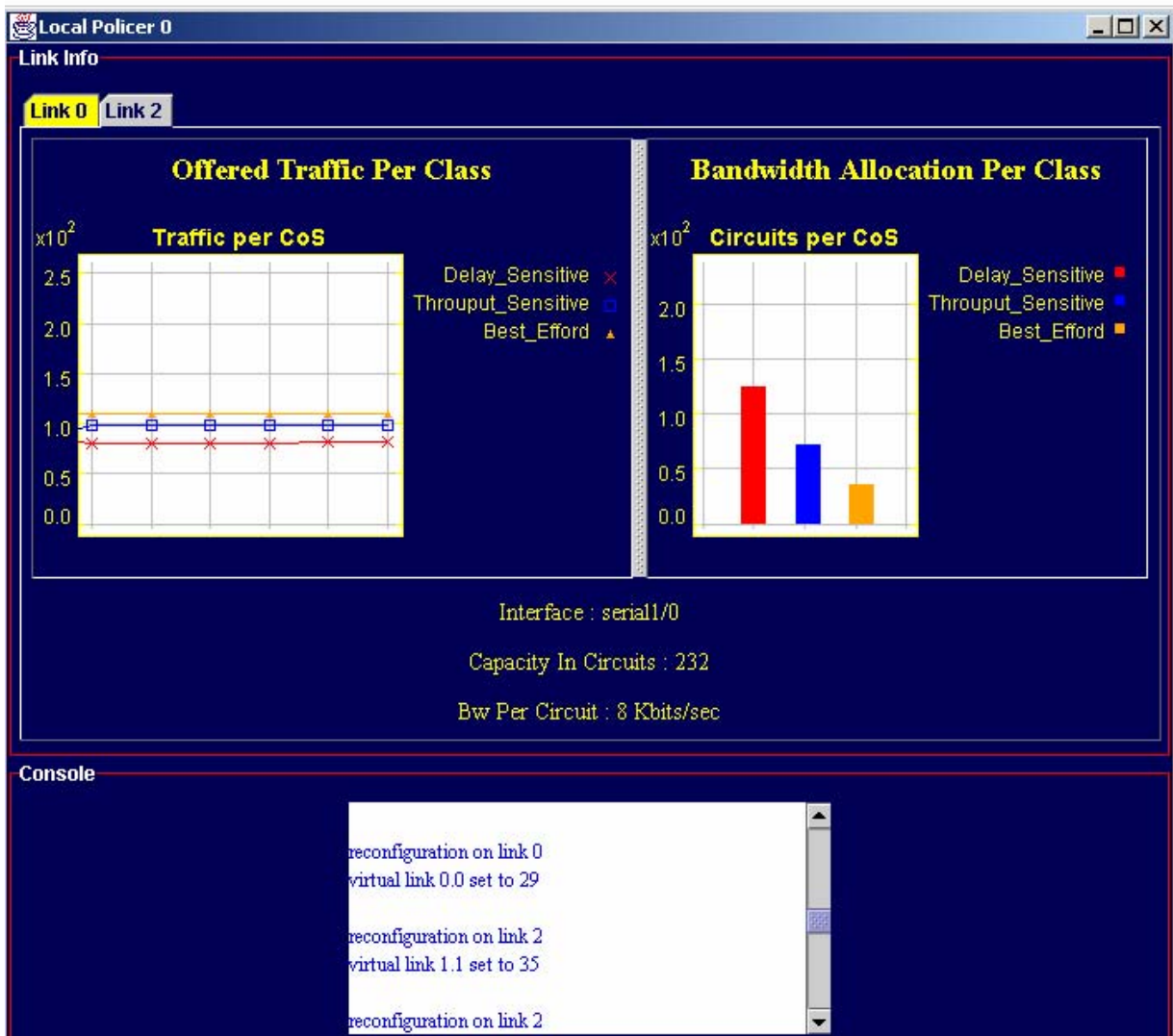
Όπως έχουμε αναφέρει ένας Local Policer μπορεί να διαχειρίζεται το δρομολογητή στον οποίο αντιστοιχεί. Οι πράξεις διαχείρισης σχετίζονται με την ανάθεση εύρους ζώνης ανά κλάση υπηρεσίας στους συνδέσμους του δρομολογητή, αλλά και με τον ορισμό των κλάσεων που υποστηρίζει το δίκτυο στους δρομολογητές. Οι μηχανισμοί με τους οποίους ορίζονται οι κλάσεις υπηρεσίας και ανατίθεται ένα μέρος της χωρητικότητας ενός συνδέσμου για την εξυπηρέτηση της κυκλοφορίας μιας κλάσης περιγράφονται παρακάτω. Οι συγκεκριμένοι δρομολογητές υποστηρίζουν δύο τρόπους με τους οποίους μπορούν να εκτελεστούν ενέργειες διαχείρισης:

- μέσω του πρωτοκόλλου διαχείρισης SNMP (Simple Network Management Protocol) [30]. Για τη διαχείριση ενός μηχανισμού χρησιμοποιώντας το SNMP, θα πρέπει να έχει ορισθεί και να υποστηρίζεται στο δρομολογητή μια βάση δεδομένων που ονομάζεται MIB (Management Information Base) για το μηχανισμό. Αλλάζοντας, μέσω του SNMP, τιμές σε κάποιες μεταβλητές της MIB, μπορεί να ενεργοποιηθεί ο μηχανισμός και να μεταβληθούν κάποιες παράμετροι του.
- με σύνδεση κάποιου χρήστη στο δρομολογητή χρησιμοποιώντας το πρωτόκολλο telnet. Στη συνέχεια μπορούν να εκτελεστούν εντολές στο δρομολογητή με χρήση του CLI (Command Line Interface) [31].

Για τους μηχανισμούς που έπρεπε να χρησιμοποιηθούν (όπως ο μηχανισμός Class Based Weighted Fair Queueing που θα παρουσιασθεί παρακάτω), δεν έχουν ορισθεί MIBs. Για το λόγο αυτό, δεν ήταν δυνατή η χρήση του πρωτοκόλλου SNMP. Έτσι η διαχείριση των δρομολογητών πραγματοποιήθηκε μέσω του CLI. Συγκεκριμένα, ο Local Policer εγκαθιστά με τον αντίστοιχο δρομολογητή μια σύνοδο telnet. Μέσω της συνόδου, στέλνει τις προς εκτέλεση εντολές του CLI στο δρομολογητή. Για την εγκατάσταση της συνόδου telnet και την αποστολή εντολών του CLI, τροποποιήθηκε μια υλοποίηση του telnet πρωτοκόλλου, γραμμένη σε γλώσσα προγραμματισμού Java.

### 5.1.4 Γραφική Διεπιφάνεια Χρήστη

Η υλοποίηση της οντότητας Local Policer υποστηρίζει μια γραφική διεπιφάνεια χρήστη (graphical user interface). Μέσω της διεπιφάνειας, δίνεται η δυνατότητα στο διαχειριστή του συστήματος να παρακολουθεί on-line την προσφερόμενη κίνηση και τη δέσμευση πόρων ανά κλάση υπηρεσίας στους συνδέσμους του κόμβου που ελέγχει ένας Local Policer. Επίσης, παρουσιάζεται πληροφορία σχετικά με τους συνδέσμους, όπως ο τύπος της διεπαφής και η χωρητικότητα. Ένα στιγμιότυπο της γραφικής διεπιφάνειας χρήστη φαίνεται στην παρακάτω εικόνα.



Εικόνα 1: Γραφική διεπαφή χρήστη

## 5.2 Διαμόρφωση Δικτύου

Σε προηγούμενα κεφάλαια παρουσιάστηκε το μοντέλο δικτύου στο οποίο βασίζεται το σύστημα. Προσδιορίστηκαν κάποιες τεχνολογίες και μηχανισμοί που πρέπει να υποστηρίζονται από το δίκτυο, για την παροχή της επιθυμητής λειτουργικότητας από το σύστημα. Συγκεκριμένα, θα πρέπει να υποστηρίζονται τις τεχνολογίες MPLS και Differentiated Services. Επιπλέον, θα πρέπει να παρέχονται μηχανισμοί δέσμευσης πόρων ανά κλάση υπηρεσίας και κατασκευής E-LSPs ή L-LSPs με ρητά προσδιορισμένη διαδρομή. Τέλος, θα πρέπει να υποστηρίζεται κάποιος μηχανισμός με τον οποίο θα κατατάσσονται τα πακέτα μιας ροής σε κάποια κλάση και θα δρομολογούνται μέσω του LSP που επιλέγει το σύστημα. Στην ενότητα αυτή παρουσιάζονται οι συγκεκριμένοι μηχανισμοί που υποστηρίζονται από το δίκτυο το οποίο χρησιμοποιήθηκε για την υλοποίηση του συστήματος.

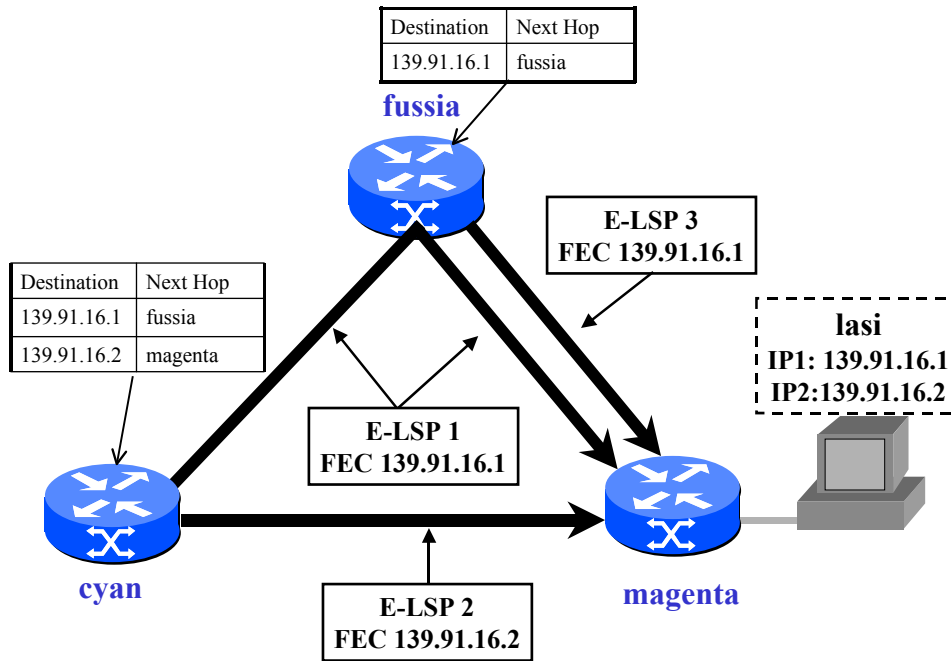
Επίσης, περιγράφεται η διαμόρφωση που πραγματοποιήθηκε στο δίκτυο με σκοπό τη σύγκλιση του με το επιθυμητό μοντέλο.

Στο Σχήμα 6 παρουσιάζεται η τοπολογία του δικτύου. Οι δρομολογητές magenta και cyan είναι CISCO C3660, ενώ ο fussia είναι CISCO C3640. Το λειτουργικό σύστημα που εκτελείται στους δρομολογητές είναι το IOS 12.1 T1. Οι διεπαφές μεταξύ των δρομολογητών είναι τύπου Serial, χωρητικότητας 2 Mbps. Στις διεπαφές αυτές ενεργοποιήθηκε το MPLS.

### 5.2.1 Κατασκευή LSPs

Όπως έχουμε αναφέρει, για την υποστήριξη διαφορετικών διαδρομών από κάποιον κόμβο αφετηρία προς κάποιον κόμβο προορισμό, θα πρέπει να παρέχεται η δυνατότητα κατασκευής E-LSPs ή L-LSPs με διαφορετικά μονοπάτια μεταξύ των κόμβων αυτών. Οι συγκεκριμένοι δρομολογητές *δεν υποστηρίζουν* κάποιο πρωτόκολλο κατασκευής E-LSPs ή L-LSPs με ρητά προσδιορισμένη διαδρομή. Η μόνη δυνατότητα που παρέχεται είναι η κατασκευή E-LSPs μέσω του πρωτοκόλλου LDP. Το πρωτόκολλο LDP κατασκευάζει LSPs με βάση την πληροφορία που υπάρχει στους πίνακες δρομολόγησης του πρωτοκόλλου IP. Συγκεκριμένα, κατασκευάζεται ένα LSP για κάθε FEC, δηλαδή για κάθε πρόθεμα διεύθυνσης προορισμού που έχει καταχωρηθεί στον πίνακα δρομολόγησης. Το μονοπάτι που ακολουθεί το LSP αποφασίζεται με βάση την πληροφορία που υπάρχει για το αντίστοιχο FEC στον πίνακα δρομολόγησης κάθε κόμβου. Έτσι, το μονοπάτι στο οποίο κατασκευάζεται ένα LSP, είναι το μονοπάτι που θα ακολουθούσε ένα πακέτο IP που ανήκει στο αντίστοιχο FEC. Επομένως, για τη δημιουργία ενός δεύτερου LSP για το ίδιο FEC, το οποίο θα ακολουθεί διαφορετικό μονοπάτι, θα πρέπει να τροποποιηθούν κατάλληλα οι πίνακες δρομολόγησης στους κόμβους κατά μήκος του μονοπατιού.

Για τις ανάγκες των πειραμάτων που θα περιγραφούν στο επόμενο κεφάλαιο, έπρεπε να δημιουργηθούν δύο E-LSPs από το δρομολογητή cyan προς το δρομολογητή magenta, το ένα μέσω του συνδέσμου μεταξύ των δυο δρομολογητών, ενώ το δεύτερο μέσω του δρομολογητή fussia. Επίσης από το δρομολογητή fussia έπρεπε να κατασκευασθεί ένα E-LSP με τον ίδιο προορισμό (magenta). Τα E-LSPs εξυπηρετούν κίνηση που κατευθύνεται στον υπολογιστή lasi. Στον υπολογιστή lasi ανατέθηκαν δυο διαφορετικές διευθύνσεις IP. Στον πίνακα δρομολόγησης του δρομολογητή magenta προστέθηκαν (με τον ορισμό στατικών διαδρομών IP) οι κατάλληλες καταχωρίσεις, έτσι ώστε η κυκλοφορία με προορισμό τη πρώτη διεύθυνση IP του υπολογιστή lasi να έχει επόμενο κόμβο (next hop) το δρομολογητή fussia και η κυκλοφορία με προορισμό τη δεύτερη διεύθυνση IP του υπολογιστή lasi να έχει επόμενο κόμβο το δρομολογητή magenta. Στον πίνακα δρομολόγησης του δρομολογητή magenta προστέθηκε μια καταχώρηση η οποία ορίζει ως επόμενο κόμβο της κυκλοφορίας προς τον υπολογιστή lasi το δρομολογητή magenta. Με τον τρόπο αυτόν, το LDP που εκτελείται σε κάθε κόμβο οδηγήθηκε στην κατασκευή των επιθυμητών E-LSPs (βλέπε).



Σχήμα 7: Κατασκευή E-LSPs

Η κατασκευή των LSPs θα μπορούσε να είχε επιτευχθεί χωρίς την ανάθεση δύο διευθύνσεων IP στον υπολογιστή lasi. Στην περίπτωση αυτή θα έπρεπε να προστεθούν στον πίνακα δρομολόγησης του cyan δύο καταχωρίσεις για την ίδια (μοναδική) διεύθυνση IP του υπολογιστή lasi, κάθε μία εκ των οποίων θα προσδιόριζε διαφορετικό επόμενο κόμβο. Όμως, οι διαφορετικές διευθύνσεις IP χρησιμοποιήθηκαν και για τη δρομολόγηση κάποιας ροής μέσω της διαδρομής που επιλέγεται από τη διαδικασία Route Selection της οντότητας Local Policer. Σύμφωνα με τον προσδιορισμό του συστήματος στο Κεφάλαιο 4, όταν επιλεγεί η διαδρομή που θα εξυπηρετήσει μια ροή, η διεργασία Flow Classification αναλαμβάνει να αναθέσει στα πακέτα της ροής την κατάλληλη ετικέτα, ώστε να χρησιμοποιήσουν το LSP που αντιστοιχεί στη διαδρομή. Όμως, οι συγκεκριμένοι δρομολογητές δεν παρέχουν αυτή τη δυνατότητα. Η ετικέτα που ανατίθεται σε ένα πακέτο στο σημείο εισόδου του στο δίκτυο MPLS είναι η αυτή που αντιστοιχεί στο FEC του πακέτου (το οποίο αποφασίζεται με βάση τη διεύθυνση προορισμού του). Έτσι, μετά την επιλογή της διαδρομής για μια ροή, η διεργασία Request Processing ενός Local Policer ενημερώνει τη ροή σχετικά με τη διεύθυνση προορισμού πρέπει να χρησιμοποιηθεί από τα πακέτα της. Για παράδειγμα, οι ροές που αποφασίζεται ότι θα εξυπηρετηθούν από το E-LSP 1 στο Σχήμα 7, θα πρέπει να στέλνουν τα πακέτα με διεύθυνση προορισμού 139.91.16.1. Στα πακέτα με τη συγκεκριμένη διεύθυνση προορισμού, θα ανατεθεί από το δρομολογητή cyan η ετικέτα που αντιστοιχεί στο E-LSP1.

Πρέπει να τονισθεί ότι όσον αφορά στον τρόπο κατασκευής των LSPs που εφαρμόστηκε, δεν υπήρχε άλλη επιλογή, με βάση τις δυνατότητες που παρείχαν οι δρομολογητές. Προφανώς, σε κάποιο δίκτυο με περισσότερους κόμβους, η διαμόρφωση του πίνακα δρομολόγησης κάθε κόμβου θα ήταν πιο πολύπλοκη, αλλά όχι ανέφικτη. Το ίδιο ισχύει και για τη μέθοδο δρομολόγησης των ροών μέσω των επιλεγόμενων LSPs.

### 5.2.2 Ορισμός κλάσεων υπηρεσίας

Όπως αναφέραμε στην προηγούμενη υποενότητα, η αρχιτεκτονική των Differentiated Services στο δίκτυο που χρησιμοποιήθηκε κατά την υλοποίηση του συστήματος, υποστηρίζεται μέσω της κατασκευής E-LSPs. Η κλάση υπηρεσίας που ανήκει ένα πακέτο αποφασίζεται από τους δρομολογητές βάσει της τιμής του πεδίου EXP στην επικεφαλίδα MPLS του πακέτου. Το πεδίο EXP στην επικεφαλίδα του MPLS έχει μήκος τριών bits. Επομένως, το μέγιστο πλήθος διαφορετικών κλάσεων που μπορούν να οριστούν είναι  $2^3 = 8$ . Στη συγκεκριμένη υλοποίηση, ο μέγιστος αριθμός διαφορετικών κλάσεων που μπορεί να ορισθεί είναι τέσσερις. Για κάθε κλάση υπηρεσίας, χρησιμοποιούνται δύο διαφορετικές τιμές του EXP. Με την πρώτη τιμή σημαδεύεται η κυκλοφορία της κλάσης η οποία χρησιμοποιεί το πρωτόκολλο TCP σε επίπεδο μεταφοράς δικτύου (transport layer), ενώ με τη δεύτερη τιμή σημαδεύεται η κυκλοφορία που χρησιμοποιεί το πρωτόκολλο UDP. Ο λόγος για τον οποίο σημαδεύονται διαφορετικά η κυκλοφορία TCP από την αντίστοιχη UDP της ίδιας κλάσης εξηγείται παρακάτω. Για κάθε κλάση, ορίζονται σε κάθε σύνδεσμο κάθε δρομολογητή δύο PHBs, το ένα για την τιμή του EXP που αντιστοιχεί στην κυκλοφορία TCP και το άλλο για την τιμή του EXP της κυκλοφορίας UDP. Υπενθυμίζουμε ότι στην αρχιτεκτονική των Differentiated Services, ο όρος PHB (Per Hop Behavior) αναφέρεται στη μεταχείριση που θα έχει από ένα δρομολογητή ένα Behavior Aggregate, δηλαδή τα πακέτα με κάποιες τιμές στο πεδίο DSCP. Στο δίκτυο DS/MPLS με E-LSPs, αντί για το πεδίο DSCP χρησιμοποιείται το πεδίο EXP. Πρέπει να σημειωθεί ότι ο ορισμός των PHBs σε κάθε δρομολογητή του δικτύου, πραγματοποιείται από τον αντίστοιχο Local Policer, με βάση την πληροφορία που υπάρχει στις βάσεις δεδομένων του.

Σύμφωνα με το μηχανισμό με τον οποίο υλοποιούνται τα PHBs στους συγκεκριμένους δρομολογητές (ο οποίος περιγράφεται παρακάτω), για την κυκλοφορία κάθε PHB χρησιμοποιείται ξεχωριστή ουρά. Επιπλέον, δίνεται η δυνατότητα καθορισμού της ποσότητας εύρους ζώνης και του μεγέθους της ουράς ανά PHB σε κάθε σύνδεσμο. Σε κάποια αρχικά πειράματα είχε χρησιμοποιηθεί μια τιμή EXP για τη συνολική κυκλοφορία (TCP και UDP) μιας κλάσης. Άρα τόσο η κυκλοφορία TCP όσο και η κυκλοφορία UDP της κλάσης χρησιμοποιούσαν τους ίδιους πόρους, δηλαδή την ίδια ουρά και ποσότητα εύρους ζώνης, ενός συνδέσμου. Οι απώλειες πακέτων επηρεάζουν διαφορετικά μια ροή TCP από μια ροή UDP. Στο πρωτόκολλο TCP χρησιμοποιείται παραθυρικός έλεγχος ροής (window flow control) και η απώλεια πακέτων προκαλεί μείωση του ρυθμού μετάδοσης. Στο πρωτόκολλο UDP οι απώλειες πακέτων δεν επηρεάζουν το ρυθμό μετάδοσης. Έτσι, οι απώλειες πακέτων μιας κλάσης στην ουρά ενός συνδέσμου, προκαλούσαν μείωση του ρυθμού μετάδοσης μόνο των ροών TCP της κλάσης. Τελικά, οι ροές UDP χρησιμοποιούσαν μεγαλύτερο ποσοστό του εύρους ζώνης που είχε δεσμευθεί για την κλάση σε ένα σύνδεσμο και επιτύγχαναν μεγαλύτερο throughput από τις αντίστοιχες ροές TCP. Για το λόγο αυτό, αποφασίσθηκε η ανάθεση διαφορετικών πόρων για την κίνηση UDP και TCP μιας κλάσης, το οποίο μεταφράζεται σε χρήση διαφορετικών τιμών του πεδίου EXP.

Το γεγονός ότι για κάθε κλάση χρησιμοποιούνται διαφορετικοί πόροι για την κυκλοφορία UDP και TCP, επέφερε κάποιες τροποποιήσεις στο σύστημα, σε σχέση με την περιγραφή του

στο Κεφάλαιο 4. Ουσιαστικά, για κάθε κλάση υπηρεσίας ορίζονται δύο υποκλάσεις. Το κάθε νοητό δίκτυο χωρίζεται σε δύο επιμέρους νοητά δίκτυα, εκ των οποίων το ένα χρησιμοποιείται από την κυκλοφορία UDP της αντίστοιχης κλάσης και το δεύτερο από την κυκλοφορία TCP. Αντίστοιχα κάθε νοητός σύνδεσμος χωρίζεται σε δύο επιμέρους νοητούς συνδέσμους. Μια ροή που πρόκειται να εισέλθει στο δίκτυο πρέπει να δηλώνει στο Local Policer, ο οποίος διαχειρίζεται τον κόμβο εισόδου της ροής στο δικτύου το πρωτόκολλο επιπέδου 4 του χρησιμοποιεί. Η πληροφορία αυτή προστέθηκε στην αίτηση που ούτως ή άλλως στέλνεται από τη ροή στο Local Policer πριν την εκκίνηση της αποστολής δεδομένων. Οι Local Policers οι οποίοι αντιστοιχούν σε κόμβους αφετηρίας κάποιων διαδρομών πρέπει να διαφημίζουν την τιμή της προσφερόμενης κίνησης TCP και UDP των διαδρομών. Επίσης, τροποποιήθηκε κατάλληλα ο αλγόριθμος με τον οποίο αποφασίζει ο Local Policer τους πόρους του συνδέσμου που θα ανατεθούν σε μία κλάση. Ο υπολογισμός των πόρων γίνεται ανά υποκλάση. Πάντως, όσον αφορά στον υπολογισμό του συνεπαγόμενου κόστους δεν απαιτήθηκε κάποια τροποποίηση. Ο υπολογισμός του συνεπαγόμενου κόστους πραγματοποιείται με βάση το συνολικό εύρος ζώνης που δεσμεύεται για την κίνηση μια κλάσης σε ένα σύνδεσμο, δηλαδή με βάση το άθροισμα του εύρους ζώνης που δεσμεύεται από την κίνηση TCP και του εύρους ζώνης που δεσμεύεται για την κίνηση UDP. Ως προσφερόμενη κίνηση μιας διαδρομής στον τύπο (13) του Κεφαλαίου 3 χρησιμοποιείται το άθροισμα της προσφερόμενης κίνησης TCP και UDP της διαδρομής.

### 5.2.3 Κατάταξη κίνησης σε κλάση

Στο σημείο εισόδου μιας ροής στο δίκτυο πραγματοποιείται η κατάταξη της ροής στην κλάση υπηρεσίας που έχει επιλέξει. Για το σκοπό αυτό, ο δρομολογητής στο σημείο εισόδου πρέπει να σημαδεύει κατάλληλα τα πακέτα της ροής. Όπως έχουμε αναφέρει, στο μοντέλο DS/MPLS με E-LSPs, το σημάδεμα γίνεται θέτοντας την κατάλληλη τιμή στο πεδίο EXP της MPLS επικεφαλίδας του πακέτου. Ο μηχανισμός κατάταξης σε κλάση που υποστηρίζεται από τους δρομολογητές ονομάζεται *Committed Access Rate* (CAR) [32, 33]. Ο μηχανισμός CAR επιλέγει πακέτα βάσει κάποιων κριτηρίων και στη συνέχεια θέτει τιμές σε συγκεκριμένα πεδία της επικεφαλίδας των πακέτων που επέλεξε. Μεταξύ των πεδίων στο οποίο μπορεί να ανατεθεί κάποια συγκεκριμένη τιμή μέσω του CAR είναι και το πεδίο EXP της επικεφαλίδας MPLS ενός πακέτου. Τα κριτήρια, βάσει των οποίων επιλέγονται τα πακέτα, ορίζονται σε μία *Access Control List* (ACL) [34]. Μια ACL αποτελείται από ένα σύνολο καταχωρήσεων. Σε μια καταχώρηση μπορεί να ορισθεί ένα σύνολο κριτηρίων όπως διευθύνσεις IP αφετηρίας προορισμού, θύρες επικοινωνίας (port), πρωτόκολλα επιπέδου 4 (TCP, UDP) ή επιπέδου 5 (telnet, http, ftp, κτλ.). Έτσι, μια καταχώρηση μιας ACL μπορεί π.χ. να επιλέγει όλα τα πακέτα με διεύθυνση IP προορισμού X ή όσα πακέτα TCP έχουν διεύθυνση προορισμού X, διεύθυνση αφετηρίας Y και θύρα προορισμού Z.

Τα βασικά κριτήρια που χρησιμοποιήθηκαν για τον καθορισμό της κλάσης υπηρεσίας ενός πακέτου ήταν η θύρα επικοινωνίας προορισμού. Θεωρήθηκε ότι οι ροές μιας κλάσης χρησιμοποιούν κάποιο συγκεκριμένο εύρος θυρών επικοινωνίας προορισμού. Για παράδειγμα, θεωρήθηκε ότι μια ροή που ανήκει στην κλάση best effort χρησιμοποιεί κάποια θύρα

επικοινωνίας προορισμού με τιμή μεταξύ 6000 και 6999. Όπως αναφέραμε παραπάνω, για κάθε κλάση χρησιμοποιούνται δυο διαφορετικές τιμές του πεδίου EXP. Έστω ότι για την κυκλοφορία TCP της best effort χρησιμοποιείται η τιμή 1 και για την αντίστοιχη UDP η τιμή 2. Στα πακέτα, τα οποία είχαν θύρα προορισμού με τιμή μεταξύ 6000 και 6999 και πρωτόκολλο επιπέδου μεταφοράς το UDP, αναθέτονταν από το CAR η τιμή 2 στο πεδίο EXP της επικεφαλίδας MPLS. Αντίστοιχα, για να τεθεί η τιμή 1 στο πεδίο EXP ενός πακέτου, θα πρέπει το πακέτο να έχει για πρωτόκολλο επιπέδου 4 το TCP και θύρα προορισμού με τιμή μεταξύ 6000 και 6999. Ασφαλώς, οι ροές των υπολοίπων κλάσεων δεν πρέπει να χρησιμοποιήσουν θύρα προορισμού η οποία να ανήκει σε αυτό εύρος τιμών.

Με την παραπάνω μέθοδο περιορίζονται οι θύρες προορισμού που επιτρέπεται να χρησιμοποιήσει μια ροή κάποιας κλάσης. Για την αποφυγή του περιορισμού αυτού, θα έπρεπε για κάθε ροή να ορίζεται μία καταχώρηση στο κατάλληλο ACL η οποία θα επιλέγει τα πακέτα της ροής. Μετά τον τερματισμό της ροής, θα έπρεπε να ακυρωνόταν η συγκεκριμένη καταχώρηση. Τα στοιχεία που απαιτούνται για τον ορισμό της καταχώρησης (π.χ. πρωτόκολλο επιπέδου 4, διευθύνσεις και θύρες αφετηρίας και προορισμού) θα μπορούσαν να γνωστοποιούνται στο Local Policer με τον οποίο επικοινωνεί η ροή πριν την αποστολή της κίνησης της. Επίσης, η χρονική στιγμή τερματισμού κάποιας ροής είναι γνωστή στο Local Policer, γιατί οι ροές είναι υποχρεωμένες να τον ενημερώνουν όταν ολοκληρώνουν την αποστολή των δεδομένων τους. Όμως οι ACL δεν υποστηρίζουν δυναμική διαχείριση των καταχωρίσεων τους. Συγκεκριμένα, αν προστεθεί μια καταχώριση σε μια ACL, δεν μπορεί στη συνέχεια να αφαιρεθεί. Επομένως, αν ο Local Policer, προσέθετε μια καταχώριση για μια ροή στην κατάλληλη ACL, μετά τον τερματισμό της ροής δεν θα μπορούσε να την ακυρώσει. Το μέγεθος των ACLs με την πάροδο του χρόνου συνεχώς και θα αυξάνονταν, ενώ πολλές καταχωρήσεις θα ήταν μη έγκυρες. Επίσης, αν μια ροή η οποία ανήκει σε κάποια κλάση έχει τα ίδια χαρακτηριστικά (δηλαδή πρωτόκολλο επιπέδου 4, διευθύνσεις και θύρες αφετηρίας και προορισμού) με κάποια ροή διαφορετικής κλάσης η οποία έχει τερματίσει στο παρελθόν, θα εμφανιζόταν η ίδια ακριβώς καταχώριση σε δύο διαφορετικές ACLs. Έτσι θα υπήρχε περίπτωση τα πακέτα της ροής να σημαδεύονταν με λάθος τιμή EXP. Για τους παραπάνω λόγους, επιλέχθηκε η χρήση συγκεκριμένου εύρους (και διαφορετικού ανά κλάση) θυρών προορισμού για την κατάταξη των πακέτων σε κλάσεις.

#### 5.2.4 Δέσμευση-Ανακατανομή Πόρων

Για τη δέσμευση πόρων ανά κλάση σε κάθε σύνδεσμο οι δρομολογητές υποστηρίζουν ένα μηχανισμό που ονομάζει *Class-Based Weighted Fair Queueing* (CBWFQ) [35], [36]. Πρόκειται ουσιαστικά, για μια μέθοδο χρονοπρογραμματισμού (scheduling) εξυπηρέτησης ουρών. Χρησιμοποιώντας το CBWFQ μπορούν να οριστούν κλάσεις κυκλοφορίας, βάσει κάποιων κριτηρίων. Για κάθε κλάση που έχει οριστεί δεσμεύεται μια ούρα, η οποία χρησιμοποιείται αποκλειστικά από την κίνηση της κλάσης. Το μέγεθος της ουράς μπορεί να καθορισθεί από το χρήστη. Επιπλέον, σε μία κλάση μπορεί να ανατεθεί κάποια ποσότητα εύρους ζώνης. Πρέπει να σημειωθεί ότι το εύρος ζώνης που ανατίθεται σε μια κλάση, καθορίζει το ελάχιστο εύρος ζώνης που θα χρησιμοποιηθεί για την εξυπηρέτηση της



κυκλοφορίας της κλάσης σε περίπτωση που παρουσιασθεί συμφόρηση στο σύνδεσμο. Σε περίπτωση που η συνολική ποσότητα εύρους ζώνης που έχει δεσμευτεί από τις διάφορες κλάσεις είναι μικρότερη από τη χωρητικότητα του συνδέσμου, το υπόλοιπο εύρος ζώνης κατανέμεται στις κλάσεις ανάλογα με το επιμέρους εύρος ζώνης που έχει ανατεθεί σε κάθε κλάση.

Ένα από τα κριτήρια καθορισμού κλάσεων κυκλοφορίας μέσω του CBWFQ είναι η τιμή του πεδίου EXP της επικεφαλίδας MPLS των πακέτων. Έτσι, το CBWFQ χρησιμοποιείται από το σύστημα που υλοποιήθηκε, ως ο μηχανισμός δέσμευσης πόρων ανά κλάση υπηρεσίας που ορίζεται στο δίκτυο. Όπως εξηγήσαμε παραπάνω, τα πακέτα που ανήκουν σε μια κλάση υπηρεσίας σημαδεύονται με κάποια από τις δύο τιμές στο πεδίο EXP που έχουν οριστεί για την κλάση, ανάλογα το πρωτόκολλο επιπέδου μεταφοράς που χρησιμοποιούν. Ένας Local Policet χρησιμοποιώντας το CBWFQ, ορίζει από μια ουρά για κάθε δυνατή τιμή του EXP σε κάθε εξερχόμενο σύνδεσμο του δρομολογητή για τον οποίο είναι υπεύθυνος. Στη συνέχεια αναθέτει κάποια ποσότητα εύρους ζώνης για την κυκλοφορία που αντιστοιχεί σε κάθε ουρά. Η χωρητικότητα του συνδέσμου αρχικά μοιράζεται εξίσου μεταξύ των κλάσεων υπηρεσίας. Το εύρος ζώνης που αναλογεί σε κάθε κλάση μοιράζεται επίσης εξίσου μεταξύ των δύο υποκλάσεων που αντιστοιχούν στις δυο διαφορετικές τιμές του EXP. Κατά τη διάρκεια της λειτουργίας του συστήματος, οι πόροι που ανατίθενται σε μια υποκλάση μεταβάλλονται. Η διεργασία Resource Allocation των Local Policers αποφασίζει πότε θα πρέπει να πραγματοποιηθεί κάποια ανακατανομή πόρων. Επίσης, υπολογίζει τους νέους πόρους ανά υποκλάση και αναλαμβάνει να υλοποιήσει την ανακατανομή. Η ανάθεση πόρων ανά κλάση μέσω του μηχανισμού CBWFQ είναι δυναμική, δηλαδή το CBWFQ υποστηρίζει τη μεταβολή τόσο του εύρους ζώνης, όσο και του μεγέθους της ουράς. Έτσι για την πραγματοποίηση της ανακατανομής, ο Local Policet εκτελεί στον αντίστοιχο δρομολογητή τις εντολές με τις οποίες τροποποιείται το εύρος ζώνης ανά κλάση CBWFQ (ή ισοδύναμα ανά υποκλάση) στον κατάλληλο σύνδεσμο. Πρέπει στο σημείο αυτό να αναφερθεί ότι σε κάποια πειράματα τα οποία πραγματοποιήσαμε για τον έλεγχο της λειτουργίας του CBWFQ διαπιστώθηκε ότι κατά την τροποποίηση του εύρους ζώνης μια κλάσης CBWFQ παρατηρούνται απώλειες πακέτων. Μάλιστα οι απώλειες πακέτων δεν συμβαίνουν μόνο στην κλάση στην οποία πραγματοποιείται η τροποποίηση του εύρους ζώνης, αλλά και στις υπόλοιπες κλάσεις.

### 5.3 Γεννήτρια κυκλοφορίας

Εκτός από την υλοποίηση του συστήματος που περιγράφηκε στις προηγούμενες ενότητες, στα πλαίσια της παρούσας εργασίας, πραγματοποιήθηκε και η υλοποίηση μιας γεννήτριας κυκλοφορίας. Για την υλοποίηση της γεννήτριας χρησιμοποιήθηκε η γλώσσα προγραμματισμού Java 1.2.2. Η γεννήτρια χρησιμοποιήθηκε, κατά τη διεξαγωγή των πειραμάτων που παρουσιάζονται στο επόμενο κεφάλαιο, για τη δημιουργία διαφόρων ροών κίνησης. Οι ροές που δημιουργούνται ανήκουν σε κάποια από τις κλάσεις υπηρεσίας που

υποστηρίζει το δίκτυο. Επίσης παρέχεται τρόπος προσδιορισμού των απαιτήσεων σε εύρος ζώνης μιας ροής, δηλαδή του ρυθμού με τον οποίο εισάγει κίνηση στο δίκτυο.

Μέσω της γεννήτριας που υλοποιήθηκε μπορεί να προσδιορισθεί η συχνότητα άφιξης ροών στο δίκτυο. Το χρονικό διάστημα μεταξύ δύο διαδοχικών αφίξεων ροών (interarrival time) μπορεί να είναι σταθερό ή να επιλέγεται κάθε φορά με βάση την ομοιόμορφη κατανομή. Στη δεύτερη περίπτωση πρέπει να προσδιορισθεί το διάστημα τιμών για την ομοιόμορφη κατανομή, το οποίο καθορίζει και το μέσο ρυθμό αφίξεων. Επιπλέον, παρέχεται η δυνατότητα ορισμού διαδοχικών χρονικών περιόδων, με διαφορετική συχνότητα γέννησης πηγών σε κάθε περίοδο. Για κάθε πηγή που γεννιάται, υποστηρίζεται η δυνατότητα επιλογής κάποιου εκ των δύο πρωτοκόλλων επιπέδου μεταφοράς (TCP ή UDP) που θα χρησιμοποιήσει η πηγή βάσει πιθανοτήτων. Για παράδειγμα, μπορεί να ορισθεί ότι για κάθε πηγή που θα δημιουργηθεί, η πιθανότητα χρήσης του πρωτοκόλλου TCP από την πηγή είναι  $X\%$ , άρα η πιθανότητα χρήσης του UDP θα είναι  $(100-X)\%$ . Οι πηγές που δημιουργούνται μπορεί να έχουν διαφορετικά χαρακτηριστικά. Το σύνολο των χαρακτηριστικών που μπορούν να καθοριστούν για μία πηγή περιγράφεται παρακάτω. Οι πηγές που έχουν τα ίδια χαρακτηριστικά ανήκουν στον ίδιο τύπο πηγής. Δεν υπάρχει περιορισμός, όσον αφορά τον αριθμό των διαφορετικών τύπων πηγής που μπορούν να οριστούν. Θα πρέπει όμως να έχει ορισθεί τουλάχιστον ένας τύπος πηγής, πριν την εκκίνηση της διαδικασίας γέννησης πηγών. Στην περίπτωση αυτή, όλες οι πηγές θα ανήκουν σε αυτόν τον τύπο, άρα θα έχουν τα ίδια χαρακτηριστικά. Αν οριστούν περισσότεροι του ενός διαφορετικοί τύποι, ο χρήστης πρέπει να καθορίσει την πιθανότητα επιλογής κάθε τύπου. Στη συνέχεια, για κάθε καινούργια πηγή που δημιουργείται, επιλέγεται ο τύπος της χρησιμοποιώντας τις πιθανότητες αυτές.

Οι πηγές που υλοποιήθηκαν είναι τύπου ON-OFF, δηλαδή μεταβαίνουν περιοδικά από την κατάσταση αποστολής κυκλοφορίας στην κατάσταση κατά την οποία παραμένουν ανενεργές. Τα χαρακτηριστικά που μπορούν να οριστούν για μία πηγή είναι:

- η χρονική διάρκεια (holding time) της πηγής (σε δευτερόλεπτα), για την οποία μπορεί να ορισθεί συγκεκριμένη τιμή ή να επιλέγεται μεταξύ ενός διαστήματος τιμών βάσει της ομοιόμορφης κατανομής
- το μέγεθος πακέτου (σε bytes)
- το μέγεθος έκρηξης (burst) σε πακέτα. Αν μια έκρηξη αποτελείται από περισσότερα του ενός πακέτα, τότε δε μεσολαβεί κενό διάστημα μεταξύ της αποστολής δυο διαδοχικών πακέτων
- το χρονικό διάστημα αδράνειας (idle time) μεταξύ δύο εκρήξεων (σε milliseconds). Το χρονικό διάστημα αυτό μπορεί να είναι σταθερό ή κάθε φορά να επιλέγεται μεταξύ ενός διαστήματος τιμών.

Βάσει της τιμής του μεγέθους πακέτου, του μεγέθους έκρηξης και του χρονικού διαστήματος αδράνειας μπορεί να υπολογισθεί ρυθμός αποστολής κυκλοφορίας της πηγής. Πριν από την έναρξη αποστολής κυκλοφορίας, πρέπει να προσδιορισθεί η διεύθυνση IP και η θύρα επικοινωνίας του παραλήπτη των πακέτων της πηγής. Επίσης, παρέχεται η δυνατότητα προσδιορισμού κάποιου Local Policier, με τον οποίο θα επικοινωνήσει η πηγή πριν την αποστολή της κίνησης. Η πηγή θα ενημερώσει το Local Policier σχετικά με τις απαιτήσεις της σε εύρος ζώνης, τον προορισμό της κυκλοφορίας, το πρωτόκολλο επιπέδου 4 που

χρησιμοποιεί και την κλάση υπηρεσίας που έχει αποφασισθεί να χρησιμοποιήσει. Μετά την ολοκλήρωση της αποστολής της κυκλοφορίας, η πηγή επικοινωνεί με τον ίδιο Local Policer για να τον ενημερώσει σχετικά με τον τερματισμό της αποστολής κυκλοφορίας. Πρέπει να σημειωθεί ότι υλοποιήθηκαν δύο είδη πηγών: το πρώτο χρησιμοποιεί ως πρωτόκολλο επιπέδου δικτύου το TCP και το δεύτερο χρησιμοποιεί το UDP. Όσον αφορά στο επίπεδο παραγωγής κίνησης, τα δύο είδη πηγών δεν παρουσιάζουν διαφορές.

Για κάθε ένα από τα παραπάνω είδη (TCP και UDP) πηγών υλοποιήθηκε και ένας αντίστοιχος παραλήπτης κυκλοφορίας. Σε ένα παραλήπτη μπορεί να ορισθεί η θύρα επικοινωνίας που θα χρησιμοποιήσει για την παραλαβή των πακέτων. Ο παραλήπτης έχει υλοποιηθεί κατά τρόπο τέτοιο ώστε μπορεί και εξυπηρετεί πολλές πηγές παράλληλα, δηλαδή παραλαμβάνει πακέτα από διαφορετικές ροές. Για κάθε ροή δημιουργείται ένα νήμα (thread), δηλαδή μια χαμηλού φόρτου διεργασία, η οποία αναλαμβάνει την παραλαβή των πακέτων της ροής. Επίσης, ο παραλήπτης κίνησης, υπολογίζει το μέσο throughput που επιτεύχθηκε από κάθε ροή που εξυπηρετήσε. Τέλος, το μέγεθος της υλοποίησης των παραληπτών κίνησης ανέρχεται σε 1897 γραμμές κώδικα ενώ των πηγών παραγωγής κυκλοφορίας σε 4249 γραμμές.



## 6. Πειράματα – Αποτελέσματα

Η υλοποίηση του συστήματος που περιγράφηκε στο προηγούμενο κεφάλαιο, χρησιμοποιήθηκε για τη διεξαγωγή των πειραμάτων που παρουσιάζονται στο κεφάλαιο αυτό. Αρχικά ορίστηκαν οι κλάσεις υπηρεσίας που παρέχονται από το δίκτυο. Στη συνέχεια δημιουργήθηκε αρκετή κυκλοφορία ώστε να παρουσιασθεί συμφόρηση στο δίκτυο. Κάθε ροή που εισερχόταν στο δίκτυο άνηκε σε κάποια κλάση υπηρεσίας. Οι διαδρομές, μέσω των οποίων δρομολογούνταν οι ροές, αποφασίζονταν από τους Local Policers του συστήματος. Οι Local Policers διαχειρίζονταν επίσης τους πόρους που δεσμεύονταν ανά κλάση υπηρεσίας στους συνδέσμους του δικτύου. Για να ελεγχθεί η διαφοροποίηση της ποιότητας υπηρεσίας που παρέχεται από τις κλάσεις, μετρήθηκε το μέσο throughput που επιτυγχάνουν οι ροές κάθε κλάσης. Επιπλέον, ορίστηκε μια μέθοδος χρέωσης των ροών. Η χρέωση που εφαρμόζεται σε μία ροή σχετίζεται με τις απαιτήσεις της σε εύρος ζώνης και την κλάση υπηρεσίας στην οποία ανήκει. Κατά την ολοκλήρωση κάθε πειράματος, υπολογίζονταν τα έσοδα του παροχέα του δικτύου βάσει της χρέωσης αυτής. Τα έσοδα του παροχέα, χρησιμοποιήθηκαν ως μέτρο κρίσης της αποδοτικότητας του συστήματος.

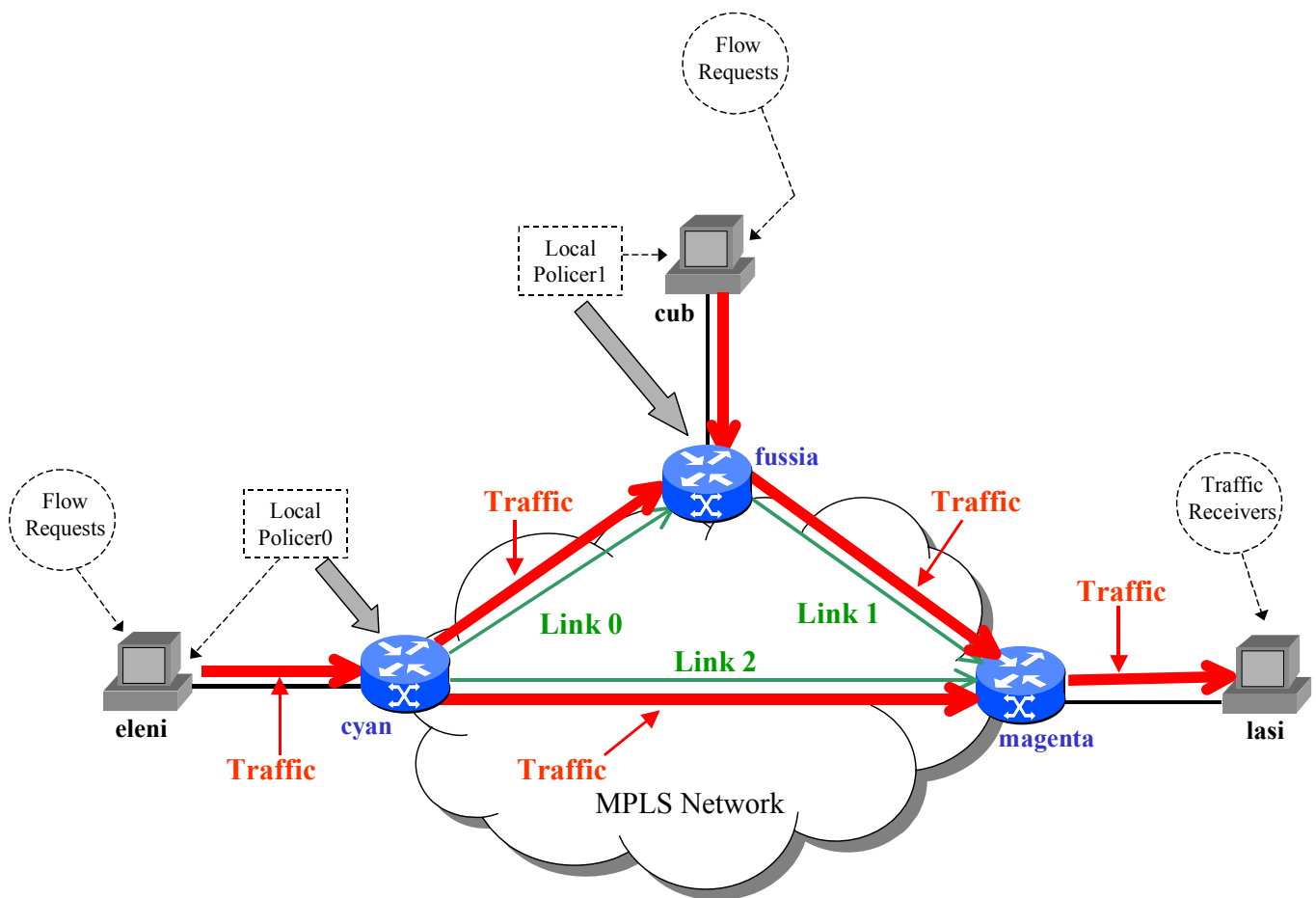
Για την αξιολόγηση του συστήματος που αναπτύχθηκε, υλοποιήθηκαν δύο επιπλέον συστήματα που θα παρουσιαστούν στη συνέχεια του κεφαλαίου. Τα συστήματα αυτά έχουν την ίδια λειτουργικότητα με το σύστημα που βασίζεται στο συνεπαγόμενο κόστος, δηλαδή δρομολογούν ροές που ανήκουν σε κάποια κλάση υπηρεσίας και διαχειρίζονται τους πόρους που διαμοιράζονται οι κλάσεις σε κάθε σύνδεσμο, αλλά χρησιμοποιούν πιο απλές μεθόδους για την πραγματοποίηση της λειτουργικότητας αυτής. Για τα δύο επιπρόσθετα συστήματα, εκτελέστηκαν τα ίδια ακριβώς πειράματα που πραγματοποιήθηκαν και για το σύστημα που βασίζεται στο συνεπαγόμενο κόστος. Μετρήθηκε το μέσο throughput που επιτεύχθηκε από τις ροές κάθε κλάσης και υπολογίστηκαν τα έσοδα που αποκομίζονται από αυτές, κατά τη χρήση κάθε συστήματος. Τα αποτελέσματα των πειραμάτων για κάθε σύστημα, αξιολογούνται και συγκρίνονται στο κεφάλαιο αυτό.

### 6.1 Περιγραφή σεναρίου πειραμάτων

Το δίκτυο που χρησιμοποιήθηκε για τη διεξαγωγή των πειραμάτων φαίνεται στο Σχήμα 8. Η κίνηση αποστέλλονταν από τους υπολογιστές eleni και cub προς τον υπολογιστή lasi. Ο Local Policer που διαχειριζόταν το δρομολογητή fussia εκτελούνταν στον υπολογιστή cub, ενώ ο Local Policer που αντιστοιχούσε στο δρομολογητή cyan εκτελούνταν στον υπολογιστή eleni. Για το δρομολογητή magenta δεν απαιτούνταν η διαχείριση του μέσω ενός Local Policer, διότι δεν έχει κάποιον εξερχόμενο σύνδεσμο στο δίκτυο MPLS, ο οποίος να χρησιμοποιείται από την κυκλοφορία των πειραμάτων. Για την κυκλοφορία που αποστέλλονταν από τον υπολογιστή lasi υπήρχαν δυο εναλλακτικά μονοπάτια στο δίκτυο MPLS, το πρώτο μέσω του συνδέσμου 2 (σύμφωνα με την αρίθμηση στο Σχήμα 8) και το δεύτερο μέσω των συνδέσμων 0

και 1. Η κυκλοφορία από τον υπολογιστή cub είχε ένα διαθέσιμο μονοπάτι στο δίκτυο MPLS, μέσω του συνδέσμου 1.

Όπως έχουμε αναφέρει, για τη λειτουργία των αλγορίθμων του συστήματος που βασίζονται στο συνεπαγόμενο κόστος, απαιτείται να εκφράζονται οι χωρητικότητες των συνδέσμων καθώς και οι απαιτήσεις των ροών σε αριθμό κυκλωμάτων. Για το σκοπό αυτό ορίζεται το μοναδιαίο μέγεθος κυκλώματος, το οποίο ισοδυναμεί με τις ελάχιστες απαιτήσεις σε εύρος ζώνης που μπορεί να έχει μια ροή στο δίκτυο. Στη συνέχεια, οι χωρητικότητες και οι απαιτήσεις των ροών εκφράζονται σε αριθμό κυκλωμάτων βάσει του μοναδιαίου μεγέθους. Το μοναδιαίο μέγεθος κυκλώματος που επιλέχθηκε ήταν 8 Kbps. Οι χωρητικότητες των συνδέσμων στο δίκτυο MPLS (2 Mbps) αντιστοιχούν σε 232 κυκλώματα.



Σχήμα 8: Περιβάλλον πειραμάτων

Στη συνέχεια της ενότητας περιγράφονται οι κλάσεις υπηρεσίας που ορίστηκαν για τις ανάγκες των πειραμάτων. Επίσης, περιγράφεται η κυκλοφορία ανά κλάση υπηρεσίας που δημιουργήθηκε κατά τη διάρκεια των πειραμάτων. Τέλος, ορίζεται ο τρόπος χρέωσης των ροών κάθε κλάσης.

### 6.1.1 Κλάσεις Υπηρεσίας

Το μοντέλο των κλάσεων υπηρεσίας που υποστηρίζεται από το σύστημα παρουσιάστηκε στο Κεφάλαιο 3 (υποενότητα 3.2.2). Σύμφωνα με το μοντέλο αυτό, η ποιότητα υπηρεσίας που παρέχουν οι κλάσεις, διαφοροποιείται με βάση την επιτρεπτή διακύμανση του βαθμού υπερφόρτωσης της κλάσης. Η επιτρεπτή διακύμανση του βαθμού υπερφόρτωσης για μια κλάση  $x$ , ορίζεται μέσω του άνω φράγματος  $U_x$  και του κάτω φράγματος  $L_x$ . Υπενθυμίζουμε ότι το κάτω φράγμα  $L_x$  καθορίζει τη βέλτιστη ποιότητα εξυπηρέτησης που παρέχεται από ένα σύνδεσμο στη κυκλοφορία της κλάσης. Αντίστοιχα, το άνω φράγμα  $U_x$  καθορίζει τη χειρότερη επιτρεπτή ποιότητα εξυπηρέτησης που απολαμβάνει η κυκλοφορία της κλάσης σε ένα σύνδεσμο. Όπως αναφέρθηκε στο Κεφάλαιο 5, το μέγιστο πλήθος διαφορετικών κλάσεων υπηρεσίας που υποστηρίζεται από την υλοποίηση του συστήματος είναι τέσσερις. Στα πειράματα χρησιμοποιήθηκαν οι εξής τρεις κλάσεις:

- η κλάση 2, η οποία παρέχει την καλύτερη ποιότητα υπηρεσίας. Για την κλάση αυτή, τέθηκε  $U_2 = L_2 = 0$ , που σημαίνει ότι ο βαθμός υπερφόρτωσης  $f_{0k}$  για κάθε σύνδεσμο  $k$  στο δίκτυο θα πρέπει να είναι ίσος με μηδέν. Όμως ο βαθμός υπερφόρτωσης δίνεται από τον τύπο

$$f_{k0} = \frac{\rho_{k0} - C_{k(0)}}{C_{k(0)}}$$

άρα θα πρέπει  $C_{k0} = \rho_{k0}$ . Επομένως, σε κάθε σύνδεσμο θα πρέπει να δεσμεύεται για την κλάση 0 ποσότητα εύρους ζώνης ίση με την προσφερόμενη κίνηση της κλάσης στο σύνδεσμο. Στην πράξη, η ποσότητα εύρους ζώνης που δεσμεύονταν σε ένα σύνδεσμο για την κλάση 0 ήταν κατά ένα ποσοστό 20% μεγαλύτερη από την προσφερόμενη κίνηση. Με τον τρόπο αυτό αποφεύγονταν πιθανές απώλειες πακέτων λόγω εκρηκτικότητας των πηγών. Παράλληλα, σε κάθε σύνδεσμο πραγματοποιείται over-provisioning της κυκλοφορίας της κλάσης. Ο μηχανισμός που χρησιμοποιείται για τη δέσμευση πόρων (CBWFQ), εξυπηρετεί την ουρά μιας κλάσης με συχνότητα ανάλογη του εύρους ζώνης που ανατίθεται για την κλάση. Δεσμεύοντας ποσότητα εύρους ζώνης μεγαλύτερη από την προσφερόμενη κίνηση, ο μηχανισμός CBWFQ θα εξυπηρετεί την αντίστοιχη ουρά με αρκετά μεγάλη συχνότητα, ώστε το μέγεθος της ουράς να διατηρείται σε χαμηλά έως μηδενικά επίπεδα. Έτσι, το πακέτα της κλάσης θα απολαμβάνουν μικρή καθυστέρηση αναμονής στην ουρά. Επομένως, η συγκεκριμένη κλάση είναι κατάλληλη για εφαρμογές που απαιτούν πολύ μικρές απώλειες και καθυστερήσεις πακέτων, όπως είναι οι εφαρμογές πραγματικού χρόνου (real-time).

- η κλάση 1, η οποία παρέχει χειρότερη ποιότητα εξυπηρέτησης σε σχέση με την κλάση 2. Για την κλάση αυτή, κατά τη διάρκεια των πειραμάτων, χρησιμοποιήθηκαν δύο διαφορετικά διαστήματα επιτρεπτής διακύμανσης του βαθμού υπερφόρτωσης. Συγκεκριμένα, εκτελέστηκαν κάποια πειράματα με  $U_1 = 0,3$ ,  $L_1 = 0,2$  και άλλα με  $U_1 = 0,4$ ,  $L_1 = 0,3$ . Σε ένα σύνδεσμο  $k$ , για  $U_1 = 0,3$ ,  $L_1 = 0,2$ , το εύρος ζώνης που δεσμεύεται για την κυκλοφορία της κλάσης 1, κυμαίνεται μεταξύ του 76,9% και του 83,3% της προσφερόμενης κυκλοφορίας της κλάσης (βλέπε τύπο 16, παραγράφου 3.2.2).

Αντίστοιχα, για  $U_1 = 0,4$  και  $L_1 = 0,3$ , το δεσμευμένο εύρος ζώνης για την κλάση 1 σε κάποιο σύνδεσμο, κυμαίνεται μεταξύ του 71,4% και του 76,9% της προσφερόμενης κίνησης της κλάσης. Οι ουρές που ορίστηκαν στους συνδέσμους μέσω του CBWFQ για την εξυπηρέτηση της κυκλοφορίας της κλάσης 1 είχαν μικρό μέγεθος, έτσι η καθυστέρηση αναμονής στην ουρά που απολάμβαναν τα πακέτα που ανήκαν στην κλάση αυτή ήταν μικρή. Επομένως, η κλάση αυτή είναι κατάλληλη για εφαρμογές που απαιτούν μικρό χρόνο αναμονής των πακέτων στις ουρές, αλλά είναι ανεκτικές σε απώλειες πακέτων.

- η κλάση 0, για την οποία δεν ορίζεται επιτρεπτή διακύμανση του βαθμού υπερφόρτωσης. Η κλάση αυτή, προσφέρει best effort ποιότητα υπηρεσίας και δεν παρέχει εγγυήσεις όσον αφορά τις ανάγκες σε εύρος ζώνης της κυκλοφορίας της. Το εύρος ζώνης που δεσμεύεται για την κλάση 0 είναι εξαρτάται από το εύρος ζώνης που δεσμεύεται για τις υπόλοιπες κλάσεις. Συγκεκριμένα ισχύει ότι

$$C_{k(0)} = C_k - \sum_{x=1}^2 C_{k(x)}, \quad C_{k(0)} \geq C_{k \min(0)}$$

Δηλαδή στην κλάση 0 ανατίθεται όσο εύρος ζώνης του συνδέσμου μείνει διαθέσιμο από τις δεσμεύσεις των υπολοίπων δύο κλάσεων.

Σε κάθε κλάση υπηρεσίας, χρησιμοποιήθηκαν δύο τύποι ροής. Υπενθυμίζουμε ότι σε ένα τύπο ροής, ανήκουν οι ροές έχουν τις ίδιες απαιτήσεις σε εύρος ζώνης. Ο πρώτος τύπος (τύπος Α) αντιστοιχεί σε ροές απαιτήσεων εύρους ζώνης ενός κυκλώματος. Ο δεύτερος τύπος (Β), αντιστοιχεί σε ροές των οποίων οι απαιτήσεις σε εύρος ζώνης είναι 12 κυκλώματα. Στο μοντέλο δικτύου της θεωρίας των συνεπαγόμενων κοστών, θεωρείται ότι μια διαδρομή εξυπηρετεί κλήσεις ενός τύπου ροής. Η εξυπηρέτηση μιας κλήσης από μια διαδρομή  $r$  αποφέρει κέρδος  $w_r$ . Για κάθε τύπο ροής πρέπει να οριστεί η τιμή του  $w_r$  για τις διαδρομές που εξυπηρετούν κλήσεις του συγκεκριμένου τύπου. Η τιμή αυτή θα πρέπει να διαφοροποιείται σε σχέση με τις απαιτήσεις των κλήσεων κάθε τύπου. Επίσης, για τον ίδιο τύπο ροής, η τιμή θα πρέπει να διαφοροποιείται για τις διάφορες κλάσεις ροής, λόγω της διαφορετικής ποιότητας ροής που παρέχει κάθε κλάση. Τα ποσά που επιλέχθηκαν παρουσιάζονται στον Πίνακα 1. Τα ποσά αυτά χρησιμοποιήθηκαν και για τον υπολογισμό των εσόδων του παροχέα κατά τη διάρκεια των πειραμάτων. Η μέθοδος χρέωσης που χρησιμοποιήθηκε παρουσιάζεται παρακάτω. Μπορούμε να παρατηρήσουμε ότι για τις κλάσεις 1 και 2 το ποσό χρέωσης για τον τύπο Β είναι δεκαπλάσιο από αυτό του τύπου Α, αν και οι απαιτήσεις εύρους ζώνης μιας ροής του τύπου Β είναι δώδεκα φορές μεγαλύτερες από αυτές του τύπου Α. Ο λόγος για τον οποίο το ποσό χρέωσης του τύπου Β δεν είναι δώδεκα φορές μεγαλύτερο από το αντίστοιχο του τύπου Α είναι ότι για ροές του τύπου Β λόγω της μεγάλης ποσότητας εύρους ζώνης που επιθυμούν πραγματοποιείται κάποιο ποσοστό έκπτωσης. Εφαρμόζεται δηλαδή μια τακτική που συναντάται πολύ συχνά στο εμπόριο, σύμφωνα με την οποία η αγορά μεγάλης ποσότητας ενός προϊόντος συνοδεύεται από έκπτωση στην τελική τιμή.

Δημιουργώντας ροές διαφορετικού πρωτοκόλλου μεταφοράς (UDP, TCP) για τους παραπάνω τύπους, προσομοιώθηκαν διαφορετικές εφαρμογές. Δυο διαδομένες εφαρμογές πραγματικού χρόνου είναι η μετάδοση ήχου κωδικοποίησης MPEG (MPEG audio) και η μετάδοση MPEG βίντεο. Οι τυπικές απαιτήσεις σε εύρος ζώνης μιας MPEG audio εφαρμογής



είναι 128 Kbps και μιας MPEG βίντεο εφαρμογής είναι 1,5 Mbps, άρα οι απαιτήσεις τους παρουσιάζουν λόγο 1:12. Επίσης, οι εφαρμογές πραγματικού χρόνου χρησιμοποιούν συνήθως το UDP ως πρωτόκολλο μεταφοράς, διότι λόγω της φύσεως των εφαρμογών αυτών, η επαναμετάδοση πακέτων που απορρίπτονται στο δίκτυο δεν είναι ωφέλιμη. Έτσι, οι UDP ροές ενός κυκλώματος (τύπος ροής A) προσομοιώνουν μετάδοση ενώ οι UDP ροές με απαιτήσεις 12 κυκλώματα (τύπος B) προσομοιώνουν τη μετάδοση MPEG βίντεο. Ένας χρήστης, θα επιλέξει κάποια κλάση υπηρεσίας για τα δεδομένα που αποστέλλονται από τις εφαρμογές αυτές, ανάλογα με το ποσό που είναι διατεθειμένος να δαπανήσει. Για την κλάση 2, στην οποία οι απώλειες πακέτων είναι εξαιρετικά σπάνιες, οι TCP ροές τύπου A και B μπορούν να θεωρηθούν ότι προσομοιώνουν τη μετάδοση MPEG audio και video αντίστοιχα. Οι TCP ροές τύπου A, για τις κλάσεις 1 και 0, προσομοιώνουν τη μεταφορά αρχείων (file transfer). Επίσης, η μεταφορά αρχείων, προσομοιώνεται από τις TCP ροές τύπου B της κλάσης 0. Στην περίπτωση αυτή, υποθέτουμε ότι ο χρήστης απαιτεί μεγαλύτερο ρυθμό μετάδοσης, για την ταχύτερη μεταφορά του αρχείου ή για τη μεταφορά αρχείων μεγάλου μεγέθους. Αντίθετα, η περίπτωση μεταφοράς αρχείων με απαιτήσεις του τύπου υπηρεσίας B χρησιμοποιώντας την κλάση 1 κρίθηκε ως μη ρεαλιστική. Ο λόγος είναι ότι η χρέωση του τύπου B στην κλάση 1, είναι πολύ πιο υψηλή από αυτή του τύπου B της κλάσης 1, αλλά και του τύπου A για της κλάσεις 0 και 1. Έτσι, θεωρήθηκε μη πιθανή η δαπάνη του ποσού αυτού για τη μεταφορά αρχείων. Ένας χρήστης μπορεί να μεταφέρει το αρχείο που επιθυμεί χρησιμοποιώντας την κλάση best effort (ή τον τύπο A της κλάσης 1), δαπανώντας αρκετά πιο μικρό ποσό, με αντίτιμο την αναμονή μεγαλύτερης χρονικής διάρκειας για την ολοκλήρωση της μεταφοράς.

Κλάση Υπηρεσίας	Τύπος Ροής	Ποσό χρέωσης
0	A	1(/sec)
0	B	2(/sec)
1	A	10
1	B	100
2	A	100
2	B	1000

**Πίνακας 1: Χρέωση ανά κλάση και τύπο ροής που χρησιμοποιήθηκε στα πειράματα**

### 6.1.2 Παραγωγή Κυκλοφορίας

Όπως αναφέραμε παραπάνω, οι υπολογιστές cub και lasi (βλέπε Σχήμα 8) χρησιμοποιήθηκαν για τη αποστολή κίνησης προς τον υπολογιστή eleni. Για τη δρομολόγηση της κυκλοφορίας που αποστέλλεται από τον υπολογιστή lasi υπάρχουν δύο διαθέσιμα μονοπάτια. Αντίθετα, η κίνηση που δημιουργείται από τον υπολογιστή cub, χρησιμοποιεί μόνο το σύνδεσμο 1 στο δίκτυο MPLS. Ουσιαστικά, το εύρος ζώνης που είναι διαθέσιμο για τη συνολική κυκλοφορία, είναι η χωρητικότητα των συνδέσμων 1 και 2. Η μέση κυκλοφορία που εισέρχεται, θα πρέπει να είναι μεγαλύτερη από τη χωρητικότητα του δικτύου, ώστε να παρουσιασθεί συμφόρηση στους συνδέσμους του δικτύου.

Η χωρητικότητα του δικτύου εκφρασμένη σε αριθμό κυκλωμάτων, είναι ίση με  $2 \times 232 = 464$ . Η μέση κυκλοφορία επιλέχθηκε να είναι μεγαλύτερη από τη χωρητικότητα του δικτύου

κατά ένα ποσοστό 88,5%, δηλαδή συνολικά 875 κυκλώματα. Λόγω των διαφορών που παρουσιάζουν τα ποσά χρέωσης ανά κλάση, θεωρήθηκε ότι οι αφίξεις ροών που ανήκουν σε μία κλάση θα είναι λιγότερο συχνές σε σχέση τις αφίξεις ροών σε κάποια φθηνότερη κλάση. Για τον ίδιο λόγο, θεωρήθηκε ότι η μέση διάρκεια των ροών ενός τύπου μίας κλάσης, θα είναι μικρότερη από τη μέση διάρκεια των ροών του ίδιου τύπου μιας φθηνότερης κλάσης. Επομένως, η μέση κυκλοφορία μιας κλάσης, θα είναι μικρότερη από αυτή των φθηνότερων κλάσεων. Έτσι, η μέση κίνηση της κλάσης 2 επιλέχθηκε να είναι το 12% της συνολικής μέσης κυκλοφορίας, δηλαδή 105 κυκλώματα. Η μέση κίνηση της κλάσης 1 επιλέχθηκε να είναι το 24% της συνολικής (210 κυκλώματα), ενώ η μέση κυκλοφορία της κλάσης 0 το υπόλοιπο 64% (560 κυκλώματα). Για τον υπολογισμό της μέσης κίνησης ανά κλάση που εισάγει ο κάθε υπολογιστής, θεωρήθηκε ότι η μέση κίνηση που εισάγεται από τον υπολογιστή cub είναι τέσσερις φορές μικρότερη από τη μέση κίνησης που εισάγει ο υπολογιστής lasi. Βάσει της υπόθεσης αυτής, προκύπτει ότι η μέση κίνηση ανά κλάση που εισάγει κάθε υπολογιστής είναι αυτή του Πίνακα 2.

Πηγή	Κλάση Υπηρεσίας	Μέση κίνηση (σε κυκλώματα)
cub	2	21
cub	1	42
cub	0	112
lasi	2	84
lasi	1	168
lasi	0	448

**Πίνακας 2: Μέση κίνηση ανά κλάση υπηρεσίας κατά τη διάρκεια των πειραμάτων**

Η στιγμιαία μέση κυκλοφορία μίας κλάσης που παράγει ένα υπολογιστής, δίνεται από τον παρακάτω τύπο:

$$\text{μέση κίνηση κλάσης } x = (\text{μέσος ρυθμός αφίξεων ροών κλάσης } x) \times (\text{μέση κίνηση ανά ροή})$$

Για τη δημιουργία της μέσης κίνησης που παρουσιάζεται στον Πίνακα 2, πρέπει καταρχήν να καθορισθεί ο ρυθμός αφίξεων ροών ανά κλάση σε κάθε υπολογιστή. Η χρονική διάρκεια μεταξύ δύο διαδοχικών αφίξεων ροών μιας κλάσης, υπολογίζεται με βάση την ομοιόμορφη κατανομή. Κάθε φορά που γεννάται μια ροή, υπολογίζεται το χρονικό διάστημα αναμονής, μέχρι τη γέννηση της επόμενης ροής. Η μέση τιμή του χρονικού διαστήματος μεταξύ δύο διαδοχικών αφίξεων (interarrival time) σε κάθε υπολογιστή, ανά κλάση υπηρεσίας παρουσιάζεται στον Πίνακα 3.

Πηγή	Κλάση Υπηρεσίας	Μέσος χρόνος μεταξύ 2 διαδοχικών αφίξεων (σε sec)
cub	2	12
cub	1	8
cub	0	6
lasi	2	3
lasi	1	2
lasi	0	1,5

**Πίνακας 3: Μέσος χρόνος μεταξύ δυο διαδοχικών αφίξεων ανά κλάση σε κάθε υπολογιστή**

Ο μέσος χρόνος μεταξύ διαδοχικών αφίξεων για κάθε κλάση στον υπολογιστή cub είναι τετραπλάσιος από τον αντίστοιχο στον υπολογιστή lasi. Έτσι, ο μέσος ρυθμός αφίξεων (βλέπε Πίνακα 4) κάθε κλάσης στον υπολογιστή cub, είναι τέσσερις φορές μικρότερος από τον αντίστοιχο στον υπολογιστή lasi. Η μέση κίνηση μιας ροής ανά κλάση, η οποία θα προσδιορισθεί στη συνέχεια, είναι η ίδια για του δύο υπολογιστές. Ως αποτέλεσμα των παραπάνω, η κίνηση που εισάγει υπολογιστής cub είναι τέσσερις φορές μικρότερη από την κίνηση που εισάγει ο υπολογιστής lasi.

Πηγή	Κλάση Υπηρεσίας	Μέσος ρυθμός αφίξεων (σε ροές/sec)
cub	2	0,0833
cub	1	0,125
cub	0	0,1666
lasi	2	0,3333
lasi	1	0,5
lasi	0	0,6666

**Πίνακας 4: Μέσος ρυθμός αφίξεων ανά κλάση σε κάθε υπολογιστή**

Έχοντας προσδιορίσει το μέσο ρυθμό αφίξεων ανά κλάση σε κάθε υπολογιστή, το επόμενο βήμα ήταν ο προσδιορισμός της μέσης κίνησης ανά ροή για κάθε κλάση. Όπως αναφέραμε παραπάνω, κάθε κλάση υποστηρίζει δύο τύπους ροής. Οι ροές του τύπου A εισάγουν κίνηση ενός κυκλώματος, ενώ αυτές του τύπου B εισάγουν κίνηση 12 κυκλωμάτων. Η αναλογία των ροών τύπου B προς τις ροές τύπου A για την κλάση 0 επιλέχθηκε να είναι 1:7, ενώ για τις υπόλοιπες κλάσεις 1:10. Η μέση κίνηση που εισάγει μια ροή στο δίκτυο δίνεται από την παρακάτω σχέση:

$$(μέση κίνηση ανά ροή) = \sum[(πιθανότητα επιλογής τύπου υπηρ. Y) \times (μέση κίνηση ροής τύπου Y)]$$

με

$$(μέση κίνηση ροής τύπου Y) = (\text{ρυθμός μετάδοσης ροής τύπου Y}) \times (\text{μέση διάρκεια ροής τύπου Y})$$

Ο ρυθμός μετάδοσης των ροών ανάλογα με τον τύπο που ανήκουν, καθώς και η πιθανότητα επιλογής κάποιου τύπου έχουν προσδιορισθεί παραπάνω. Η μέση διάρκεια ροής ανά τύπο ροής και κλάση υπηρεσίας παρουσιάζεται στον Πίνακα 5. Οι τιμές επιλέχθηκαν κατάλληλα ώστε η μέση κίνηση ανά κλάση να είναι αυτή του Πίνακα 2. Για την επιλογή των τιμών, θεωρήθηκε ότι η μέση διάρκεια των ροών του τύπου A είναι μικρότερη από αυτή του τύπου B. Η υπόθεση αυτή είναι λογική, αν αναλογιστούμε ότι μια ροή τύπου A προσομοιώνει τη μετάδοση ήχου ή τη μεταφορά αρχείων, ενώ μια ροή τύπου B προσομοιώνει τη μετάδοση βίντεο ή τη μεταφορά μεγαλύτερων αρχείων. Επίσης, θεωρήθηκε ότι μια ροή μιας κλάσης έχει μικρότερη μέση διάρκεια από μια ροή ίδιου τύπου κάποιας φθηνότερης κλάσης.

Για κάθε καινούρια ροή μιας κλάσης υπηρεσίας που δημιουργείται κατά τη διάρκεια ενός πειράματος λαμβάνονται κάποιες αποφάσεις οι οποίες εμπεριέχουν τυχαιότητα. Συγκεκριμένα, ο τύπος, το πρωτόκολλο μεταφοράς καθώς και η διάρκεια μιας ροής επιλέγονται βάσει πιθανοτήτων. Επίσης, ο χρόνος μεταξύ δύο διαδοχικών αφίξεων ροών μιας

κλάσης, αποφασίζεται τυχαία μεταξύ κάποιων πιθανών τιμών, χρησιμοποιώντας την ομοιόμορφη κατανομή. Ο βασικός σκοπός των πειραμάτων, είναι η σύγκριση του συστήματος που βασίζεται στο συνεπαγόμενο κόστος με δύο άλλα συστήματα, τα οποία περιγράφονται παρακάτω. Για να είναι συγκρίσιμα τα αποτελέσματα που παρατηρούνται σε κάθε σύστημα, θα πρέπει κατά τη διάρκεια των πειραμάτων να δημιουργείται κυκλοφορία με τα ίδια ακριβώς χαρακτηριστικά. Θα πρέπει δηλαδή οι χρονικές στιγμές αφίξεων των ροών να είναι οι ίδιες σε κάθε πείραμα. Επιπλέον, μια ροή η οποία καταφθάνει μια δεδομένη χρονική στιγμή, θα πρέπει να έχει το ίδιο πρωτόκολλο μεταφοράς, τύπο υπηρεσίας και χρονική διάρκεια για κάθε πείραμα. Για το σκοπό αυτό, δημιουργήθηκαν αρχεία τα οποία περιέχουν το ίχνος της κυκλοφορίας (trace files). Ένα trace file περιλαμβάνει όση πληροφορία απαιτείται για τη γέννηση της ίδιας ακριβώς κυκλοφορίας κατά τη διάρκεια διαφορετικών πειραμάτων. Περιέχει, δηλαδή, τις χρονικές στιγμές των αφίξεων ροών κάθε κλάσης, καθώς και τα χαρακτηριστικά κάθε ροής (διάρκεια, πρωτόκολλο μεταφοράς, τύπος υπηρεσίας).

Κλάση Υπηρεσίας	Τύπος Ροής	Μέση διάρκεια ροής (σε sec)
0	A	100
0	B	147
1	A	150
1	B	183
2	A	200
2	B	293

**Πίνακας 5: Μέση διάρκεια ροής ανά τύπο και κλάση υπηρεσίας**

Πριν τη διεξαγωγή των πειραμάτων δημιουργήθηκαν έξι διαφορετικά ίχνη κυκλοφορίας. Το κάθε ίχνος περιέχει κυκλοφορία η οποία καταφθάνει στο δίκτυο σε χρονικό διάστημα 30 λεπτών. Από τη στιγμή που θα δημιουργηθεί η τελευταία ροή που προσδιορίζει ένα ίχνος, μέχρι τη στιγμή που θα ολοκληρωθεί η αποστολή της κίνησης της τελευταίας ενεργής ροής, μεσολαβεί χρονικό διάστημα περίπου 5 λεπτών. Επομένως, συνολική διάρκεια ενός πειράματος είναι περίπου 35 λεπτά. Όπως αναφέραμε παραπάνω, για την κλάση 1 χρησιμοποιήθηκαν δύο διαφορετικά ζεύγη τιμών για τα όρια  $U_1$  και  $L_1$ , τα οποία ορίζουν την επιτρεπτή διακύμανση του βαθμού υπερφόρτωσης της κλάσης. Για κάθε διαφορετικό σύστημα εκτελέστηκαν δύο πειράματα με κάθε ίχνος (άρα συνολικά 12 πειράματα), ένα για κάθε διαφορετική τιμή του ζεύγους  $\langle U_1, L_1 \rangle$ . Πρέπει τέλος να σημειωθεί, ότι για τη δημιουργία της κυκλοφορίας κατά τη διάρκεια των πειραμάτων χρησιμοποιήθηκε η γεννήτρια κίνησης που παρουσιάστηκε στην ενότητα 5.3.

### 6.1.3 Μέθοδος Χρέωσης

Ένα βασικό μέτρο σύγκρισης της αποδοτικότητας του συστήματος που βασίζεται στο συνεπαγόμενο κόστος, με τα συστήματα που θα περιγράψουμε στην επόμενη ενότητα αποτελούν τα έσοδα που απεφέρει η χρήση κάθε συστήματος στον παροχέα του δικτύου. Για τον υπολογισμό των εσόδων, είναι απαραίτητος ο ορισμός κάποιου τρόπου χρέωσης των

κλήσεων. Στην παράγραφο 6.1.1 ορίστηκαν κάποια ποσά χρέωσης ανά κλάση υπηρεσίας και τύπο ροής (βλέπε Πίνακα 1). Οι τιμές αυτές χρησιμοποιούνται για τον υπολογισμό του πλεονασματικού κέρδους μιας διαδρομής σύμφωνα με τη θεωρία των συνεπαγόμενων κοστών. Στο μοντέλο δικτύου μεταγωγής κυκλώματος, θεωρείται ότι μια κλήση συγκεκριμένων απαιτήσεων σε κυκλώματα, η οποία πρόκειται να εξυπηρετηθεί από τη διαδρομή  $r$ , αποφέρει στον παροχέα του δικτύου ποσό  $w_r$  σε περίπτωση που γίνει αποδεκτή. Στο μοντέλο δικτύου που μελετάμε (δίκτυο DS/MPLS) δεν εφαρμόζεται έλεγχος αποδοχής κλήσης, άρα δεν υπάρχει περίπτωση απόρριψης κάποιας κλήσης. Επομένως, πρέπει να ορισθεί μια μέθοδος χρέωσης η οποία να ταιριάζει στο συγκεκριμένο μοντέλο δίκτυα, άρα να λαμβάνει υπόψη και την ύπαρξη κλάσεων διαφορετικής ποιότητας υπηρεσίας.

Για τη χρέωση που επιλέχθηκε, χρησιμοποιήθηκαν τα ποσά χρέωσης του Πίνακα 1. Μια ροή η οποία ανήκει σε κάποιον τύπο και κλάση υπηρεσίας, θεωρήθηκε ότι αποφέρει στον παροχέα το αντίστοιχο ποσό (του Πίνακα 1), σε περίπτωση που επιτύχει «ικανοποιητικό» μέσο throughput. Το μέσο throughput που πέτυχε μία ροή θεωρείται ικανοποιητικό (άρα αποφέρει το ποσό χρέωσης στον παροχέα), αν υπερβαίνει κάποιου ποσοστού των απαιτήσεων της σε εύρος ζώνης. Το ποσοστό αυτό θα πρέπει να διαφέρει ανά κλάση, αφού διαφέρουν και οι εγγυήσεις εύρους ζώνης που προσφέρει η κάθε κλάση. Η κλάση 2 προσπαθεί να ικανοποιήσει κατά 100% τις ανάγκες σε εύρος ζώνης των ροών της. Πρακτικά όμως δεν είναι εφικτό κάθε ροή της κλάσης 2 να επιτυγχάνει το throughput που απαιτεί. Οι δεσμεύσεις πόρων σε κάθε σύνδεσμο βασίζονται στις ανακοινώσεις της προσφερόμενης κίνησης της κλάσης στο σύνδεσμο αυτό, οι οποίες πραγματοποιούνται βάσει κατωφλίου. Επομένως, υπάρχει περίπτωση η κίνηση που πραγματικά προσφέρεται σε ένα σύνδεσμο να διαφέρει από την προσφερόμενη κίνηση που έχει ανακοινωθεί. Στην περίπτωση που η προσφερόμενη κίνηση είναι μεγαλύτερη από αυτή που έχει ανακοινωθεί θα συμβαίνουν απώλειες πακέτων. Επίσης, όπως αναφέρθηκε στην παράγραφο 5.2.4, απώλειες πακέτων παρατηρούνται στις ουρές των κλάσεων κάθε φορά που μεταβάλλεται το εύρος ζώνης που έχει δεσμευτεί για κάποια κλάση μέσω του μηχανισμού CBWFQ. Λόγω των απωλειών αυτών, κάποιες ροές θα επιτυγχάνουν throughput μικρότερο από το επιθυμητό. Έτσι, για την κλάση 2, μια ροή θεωρείται κερδοφόρα, αν το μέσο throughput που πέτυχε υπερβαίνει το 95% των απαιτήσεων της σε εύρος ζώνης. Στην αντίθετη περίπτωση, θεωρείται ότι δεν παρασχέθηκε στη ροή η απαιτούμενη ποιότητα υπηρεσίας, οπότε δεν χρεώνεται.

Οι εγγυήσεις που προσφέρει η κλάση 1, εξαρτώνται από την επιτρεπτή διακύμανση του βαθμού υπερφόρτωσης, δηλαδή από τις τιμές των ορίων  $U_1$  και  $L_1$ . Στα πειράματα που πραγματοποιήθηκαν, χρησιμοποιήθηκαν δύο διαφορετικά ζεύγη τιμών για τα  $\langle U_1, L_1 \rangle$ . Για  $U_1 = 0,3$  και  $L_1 = 0,2$ , προκύπτει ότι η κλάση 1 εξυπηρετεί ένα ποσοστό των απαιτήσεων εύρους ζώνης της κυκλοφορίας της, το οποίο κυμαίνεται μεταξύ του 76,9% και του 83,3%. Η αντίστοιχη διακύμανση του ποσοστού εξυπηρέτησης για  $U_1 = 0,3$  και  $L_1 = 0,2$ , είναι μεταξύ των τιμών 71,4% και 76,9%. Μια ροή της κλάσης 1 θεωρείται ότι πέτυχε ικανοποιητικό μέσο throughput, και για τις δύο περιπτώσεις, αν υπερβαίνει το 60% των απαιτήσεων της. Έτσι μια ροή τύπου A, για την κλάση 1, θεωρούνται προσοδοφόρα, αν πετύχει μέσω throughput μεγαλύτερο από 0,6 κυκλώματα. Ανάλογα, από τις ροές τύπου B, θεωρούνται κερδοφόρες όσες επιτύχουν μέσο throughput μεγαλύτερο από 7,2 κυκλώματα.

Όσον αφορά στην κλάση 0, η ποιότητα υπηρεσίας που απολαμβάνει η κυκλοφορία της συγκεκριμένης κλάσης είναι best effort. Δεν παρέχονται εγγυήσεις εύρους ζώνης στις ροές της. Οι πόροι που αντιστοιχούν στην κλάση 0 σε κάθε σύνδεσμο είναι διαφορά της συνολικής χωρητικότητας του συνδέσμου από τους πόρους που δεσμεύονται για τις υπόλοιπες κλάσεις. Οπότε το διαθέσιμο εύρος ζώνης για την κλάση 0 εξαρτάται από το φόρτο των υπολοίπων κλάσεων. Αφού λοιπόν δεν παρέχονται εγγυήσεις, δεν έχει νόημα να ορισθεί κάποιο ποσοστό ικανοποίησης. Έτσι, η χρέωση για την κλάση αυτή είναι ανάλογη του μέσου throughput που επιτυγχάνει μια ροή. Συγκεκριμένα, το ποσό που θεωρείται ότι αποφέρει μια ροή είναι το γινόμενο του throughput που πέτυχε επί την τιμή χρέωσης του τύπου υπηρεσίας στον οποίο ανήκει. Ασφαλώς, οι τιμές χρέωσης για μια κλάση best effort θα πρέπει να είναι αρκετά χαμηλές. Όπως διαπιστώνεται από τον Πίνακα 1, οι τιμές που χρησιμοποιήθηκαν για την κλάση 0 είναι αισθητά πιο χαμηλές από αυτές των υπολοίπων δύο κλάσεων.

## 6.2 Εναλλακτικές προσεγγίσεις

Για την αξιολόγηση του συστήματος που αναπτύχθηκε, υλοποιήθηκαν δύο ακόμα συστήματα διαχείρισης πόρων και κυκλοφορίας δικτύων MPLS που υποστηρίζουν πολλαπλές κλάσεις υπηρεσίας. Τα συστήματα αυτά, χρησιμοποιούν πιο απλές αλγοριθμικές προσεγγίσεις (σε σχέση με τη θεωρία των συνεπαγόμενων κοστών) για την πραγματοποίηση της λειτουργικότητας τους. Τα πειράματα που πραγματοποιήθηκαν με το σύστημα που βασίζεται στο συνεπαγόμενο κόστος, διεξήχθησαν και με τα δύο επιπρόσθετα συστήματα. Τα αποτελέσματα των πειραμάτων χρησιμοποιήθηκαν για τη σύγκριση και την αξιολόγηση της αποδοτικότητας κάθε συστήματος.

### 6.2.1 Σύστημα με βάση τη διαθέσιμη χωρητικότητα

Το σύστημα αυτό παρουσιάζει αρκετές ομοιότητες σε σχέση με το σύστημα που βασίζεται στο συνεπαγόμενο κόστος. Συγκεκριμένα, για κάθε κόμβο του δικτύου υπάρχει μία οντότητα, της οποίας οι βασικές λειτουργίες είναι αντίστοιχες με αυτές των Local Policers. Οι οντότητες αυτές είναι δηλαδή υπεύθυνες για τη διαχείριση των πόρων των διαφόρων κλάσεων υπηρεσίας και για την επιλογή μονοπατιού δρομολόγησης των ροών. Τα δύο συστήματα διαφέρουν κυρίως στον τρόπο επιλογής διαδρομής.

Η διαχείριση των πόρων δεν παρουσιάζει ουσιαστικές διαφορές σε σχέση με τον τρόπο που γίνεται στο σύστημα με τα συνεπαγόμενα κόστη. Οι οντότητες που είναι υπεύθυνες για τους κόμβους εισόδου (ingress nodes) του δικτύου, ενημερώνουν αυτές που είναι υπεύθυνες για τους εσωτερικούς κόμβους σχετικά με την προσφερόμενη κίνηση στις διαφορές διαδρομές. Η προσφερόμενη κίνηση μιας διαδρομής ορίζεται, όπως και στην περίπτωση του συστήματος που βασίζεται στο συνεπαγόμενο κόστος, ως το άθροισμα των απαιτήσεων σε εύρος ζώνης των ροών που χρησιμοποιούν τη διαδρομή. Κάθε εφαρμογή, πριν από την αποστολή των δεδομένων της, ενημερώνει την κατάλληλη οντότητα, σχετικά με τις απαιτήσεις της σε εύρος ζώνης. Επίσης οι εφαρμογές ενημερώνουν τις οντότητες, όταν ολοκληρώσουν την αποστολή της κυκλοφορίας τους. Έτσι οι οντότητες γνωρίζουν πόσες ροές είναι ενεργές και τις

απαιτήσεις εύρους ζώνης αυτών. Για τις ανακοινώσει της προσφερόμενης κίνησης (καθώς και της διαθέσιμης χωρητικότητας που θα δούμε παρακάτω) ακολουθείται και εδώ η στρατηγική που βασίζεται σε κατώφλι (threshold based updates).

Κάθε φορά που κάποιος κόμβος λαμβάνει μήνυμα που ανακοινώνει μια νέα τιμή για την προσφερόμενη κίνηση μιας διαδρομής<sup>3</sup> υπολογίζει το εύρος ζώνης που πρέπει να δεσμευθεί για την αντίστοιχη κλάση. Η μέθοδος υπολογισμού είναι ακριβώς η ίδια που χρησιμοποιείται από τους Local Policers, γίνεται δηλαδή με βάση το βαθμό υπερφόρτωσης της κλάσης. Το αποτέλεσμα του υπολογισμού δίνει τη νέα χωρητικότητα της κλάσης. Αν η νέα χωρητικότητα της κλάσης είναι μεγαλύτερη από την προηγούμενη, θα πρέπει να αφαιρεθούν πόροι από την κλάση. Οι πόροι που αφαιρούνται δίνονται στην best effort κλάση. Στην αντίθετη περίπτωση, θα πρέπει να αφαιρεθούν πόροι από άλλες κλάσεις για να δοθούν σε αυτή. Η διαφορά στο σημείο αυτό σε σχέση με το σύστημα των συνεπαγόμενων κοστών έγκειται στο πως αποφασίζεται από ποιες κλάσεις μπορούν να αφαιρεθούν πόροι για να δοθούν σε κάποια που τους έχει ανάγκη. Συγκεκριμένα, στο σύστημα με τα συνεπαγόμενα κόστη, μια κλάση είχε δικαίωμα να αφαιρέσει πόρους από όσες κλάσεις είχαν μικρότερη τιμή συνεπαγόμενου κόστους στο συγκεκριμένο σύνδεσμο. Στο σύστημα που περιγράφεται στην ενότητα αυτή, μια κλάση επιτρέπεται να αφαιρέσει πόρους από όσες κλάσεις παρέχουν μικρότερες εγγυήσεις σε εύρος ζώνης. Για κάθε κλάση  $i$  ορίζουμε σε κάθε σύνδεσμο  $k$  μια ελάχιστη χωρητικότητα  $C_{k \min(i)}$ . Η τρέχουσα χωρητικότητα κάθε κλάσης εξασφαλίζουμε ότι θα είναι πάντα, τουλάχιστον ίση με την ελάχιστη. Όταν λοιπόν μια κλάση κριθεί ότι έχει ανάγκη από συμπληρωματικούς πόρους, αρχικά εξετάζεται αν οι πόροι αυτοί μπορούν από την κλάση με τις μικρότερες εγγυήσεις σε εύρος ζώνης. Η κλάση αυτή είναι η κλάση 0, η οποία δεν παρέχει καμία εγγύηση, όσον αφορά τις απαιτήσεις σε εύρος ζώνης των ροών της. Αν δεν έχει αρκετούς πόρους η κλάση 0, αφαιρούνται όσοι πόροι είναι διαθέσιμοι (τόσοι ώστε η χωρητικότητα της να γίνει ίση με την ελάχιστη επιτρεπτή). Στη συνέχεια εξετάζεται η κλάση με τις αμέσως μεγαλύτερες εγγυήσεις σε εύρος ζώνης. Η διαδικασία αυτή συνεχίζεται, είτε μέχρι να αποκτηθούν όλοι οι πόροι που χρειάζονται, είτε μέχρι να εξαντληθούν όλες οι επιτρεπτές κλάσεις. Στη δεύτερη περίπτωση, οι επιπλέον πόροι που θα αποκτηθούν, θα είναι λιγότεροι από όσους είχε ανάγκη η κλάση. Μόλις τελειώσουν οι υπολογισμοί, οι δεσμεύσεις πόρων που υπολογίσθηκαν εφαρμόζονται στο σύνδεσμο.

Για να εξηγήσουμε τον τρόπο επιλογής μονοπατιού, αρχικά θα ορίσουμε την έννοια της διαθέσιμης χωρητικότητας. Έστω  $N$  ο αριθμός των κλάσεων υπηρεσίας που υποστηρίζονται, με την υπαριθμόν 0 κλάση να είναι η λιγότερο σημαντική (best effort) και την υπαριθμόν  $N-1$  να είναι η πιο σημαντική<sup>4</sup>. Με  $C_{k(i)}$  συμβολίζουμε τη χωρητικότητα της κλάσης  $i$  στο σύνδεσμο  $k$ , ενώ με  $C_k$  τη χωρητικότητα συνολικά του συνδέσμου. Ως διαθέσιμη χωρητικότητα  $C_{k \text{ avail}}$  για το σύνδεσμο  $k$  ορίζουμε τη διαφορά:

$$C_{k \text{ avail}} = C_{k(0)} - C_{k \min(0)}, \text{ με } C_{k(0)} \geq C_{k \min(0)}$$

<sup>3</sup> Μια διαδρομή σε αυτή την περίπτωση χαρακτηρίζεται από το μονοπάτι (path) και την κλάση υπηρεσίας. Δεν χρειάζεται να ορίσουμε διαδρομές για κάθε τύπο ροής ανά κλάση όπως στην περίπτωση των συνεπαγόμενων κοστών.

<sup>4</sup> Η σημασία μιας κλάσης κρίνεται σε σχέση με τις εγγυήσεις σε εύρος ζώνης που παρέχει

Επίσης ισχύει ότι:

$$C_{k(0)} = C_k - \sum_{N-1}^{i=1} C_{k(i)}$$

Ουσιαστικά η διαθέσιμη χωρητικότητα ενός συνδέσμου ισούται με την ποσότητα πόρων που μπορούν να αφαιρεθούν από την κλάση 0, για να χρησιμοποιηθούν από κάποια άλλη κλάση. Κάθε φορά που κάποια κλάση έχει ανάγκη από συμπληρωματικού πόρους, θα προσπαθήσει αρχικά να τους αφαιρέσει από την κλάση 0. Επίσης, όποτε αποφασίζεται ότι μια κλάση έχει παραπάνω πόρους από όσους χρειάζεται (κρίνοντας από την τιμή του βαθμού υπερφόρτωσης), οι πόροι που της αφαιρούνται, ανατείθονται στην κλάση 0. Η διαθέσιμη χωρητικότητα μιας διαδρομής  $r$  ορίζεται ως:

$$C_{r\ avail} = \min_{k \in r} (C_{k\ avail})$$

είναι δηλαδή το ελάχιστο των διαθέσιμων χωρητικοτήτων των συνδέσμων κατά μήκος του μονοπατιού της. Όταν μια ροή κάποιας κλάσης καταφθάσει στο σύστημα, η διαδρομή που θα επιλεγεί για να τη δρομολόγησει είναι αυτή με τη μεγαλύτερη διαθέσιμη χωρητικότητα. Όμως για να έχει μια διαδρομή μεγάλη διαθέσιμη χωρητικότητα, θα πρέπει η κίνηση των διαφόρων κλάσεων (εκτός της κλάσης 0) στους συνδέσμους κατά μήκος της διαδρομής να είναι μικρή. Στην αντίθετη περίπτωση, η κίνηση αυτή θα είχε εξυπηρετηθεί χρησιμοποιώντας τους πόρους της κλάσης 0, άρα η διαθέσιμη χωρητικότητα θα ήταν μικρή. Με τον τρόπο αυτό, οι ροές δρομολογούνται κάθε φορά μέσω της διαδρομής που έχει τη λιγότερη κίνηση, άρα επιτυγχάνεται εξισορρόπηση του φόρτου του δικτύου στα διάφορα μονοπάτια. Σε περίπτωση που η μέγιστη διαθέσιμη χωρητικότητα συναντάται σε περισσότερες από μια διαδρομές, η επιλογή γίνεται τυχαία.

Για να είναι σε θέση οι κόμβοι εισόδου του δικτύου να επιλέξουν κάποιο μονοπάτι για τη δρομολόγηση των κλήσεων που δέχονται, θα πρέπει να γνωρίζουν τις διαθέσιμες χωρητικότητες των όλων των διαδρομών των οποίων αποτελούν αφετηρία. Για το λόγο αυτό, όποτε αλλάζει η διαθέσιμη χωρητικότητα ενός συνδέσμου, θα πρέπει να ενημερώνονται όσοι κόμβοι αποτελούν αφετηρία κάποιας διαδρομής που χρησιμοποιεί το συγκεκριμένο σύνδεσμο. Κάθε φορά που συμβαίνει κάποια ανακατανομή πόρων σε κάποιο σύνδεσμο λοιπόν, εξετάζεται και αν θα πρέπει να ανακοινωθεί η τιμή της διαθέσιμης χωρητικότητας. Υπενθυμίζουμε ότι οι ανακοινώσεις της διαθέσιμης χωρητικότητας λαμβάνουν χώρα με βάση κάποιο κατώφλι (threshold)  $thr\_avail$ . Όταν δηλαδή η τιμή της τρέχουσας διαθέσιμης χωρητικότητας σε ένα σύνδεσμο διαφέρει κατά  $thr\_avail\%$  από αυτή που ανακοινώθηκε τελευταία, τότε η τρέχουσα τιμή πρέπει να ανακοινωθεί. Οι αποδέκτες των μηνυμάτων που ανακοινώνουν τη διαθέσιμη χωρητικότητα ενός συνδέσμου, είναι όσοι κόμβοι αποτελούν αφετηρία κάποιας διαδρομής που χρησιμοποιεί το συγκεκριμένο σύνδεσμο.

Οι κόμβοι εισόδου του δικτύου διατηρούν κάποια δομή δεδομένων για κάθε διαδρομή της οποίας αποτελούν αφετηρία. Οι δομές αυτές περιέχουν καταχωρήσεις της μορφής <σύνδεσμος, διαθέσιμη χωρητικότητα> για όσους συνδέσμους χρησιμοποιεί η διαδρομή. Οι δομές ενημερώνονται κάθε φορά που καταφθάνει μια καινούργια διαφήμιση. Δεν αρκεί να φυλάσσεται απλώς η ελάχιστη από τις τιμές της διαθέσιμης χωρητικότητας που έχουν ανακοινωθεί μέχρι εκείνη τη χρονική στιγμή. Σε περίπτωση που αυξηθεί η διαθέσιμη



χωρητικότητα του συνδέσμου στον οποίο αντιστοιχούσε η ελάχιστη τιμή, ο προσδιορισμός της νέας ελάχιστης τιμής δεν θα ήταν εφικτός. Για το λόγο αυτό, είναι απαραίτητη η χρήση της δομής που αναφέραμε.

Συγκριτικά με το σύστημα που στηρίζεται στο συνεπαγόμενο κόστος, το σύστημα που περιγράφεται στην ενότητα αυτή είναι αρκετά πιο απλό. Καταρχήν, αποφεύγεται ο πολύπλοκος υπολογισμός των συνεπαγόμενων κοστών, άρα απλουστεύονται οι λειτουργίες που χρειάζεται να εκτελεί κάθε κόμβος. Επίσης, ο όγκος της πληροφορίας που ανταλλάσσεται μεταξύ των κόμβων του δικτύου είναι μειωμένος. Στο σύστημα με βάση το συνεπαγόμενο κόστος, οι κόμβοι στα σημεία εισόδου του δικτύου ανακοινώνουν εκτός από την προσφερόμενη κίνηση και το πλεονασματικό κέρδος (surplus)  $s_r$  για κάθε τοπική τους διαδρομή. Οι ενδιάμεσοι κόμβοι ανακοινώνουν την τιμή του συνεπαγόμενου κόστους καθώς και την πιθανότητα αποκλεισμού ανά κλάση για κάθε σύνδεσμο. Εν αντιθέσει, στο σύστημα που βασίζεται στη διαθέσιμη χωρητικότητα, οι ενδιάμεσοι κόμβοι απαιτείται να ανακοινώνουν μόνο την τιμή της διαθέσιμης χωρητικότητας. Ασφαλώς, η συνολική διακινούμενη πληροφορία δεν εξαρτάται μόνο από το πλήθος των ποσοτήτων που ανακοινώνονται, αλλά και από τη συχνότητα με την οποία ανακοινώνονται. Το συνεπαγόμενο κόστος και η πιθανότητα αποκλεισμού μπορούμε να θεωρήσουμε ότι ανακοινώνονται με την ίδια συχνότητα που ανακοινώνεται η διαθέσιμη χωρητικότητα, διότι και οι τρεις αυτές ποσότητες μεταβάλλονται με τη συχνότητα που μεταβάλλεται η προσφερόμενη κίνηση ανά διαδρομή. Τέλος, η πληροφορία που χρειάζεται να διατηρεί κάθε κόμβος στο σύστημα που βασίζεται στη διαθέσιμη χωρητικότητα, είναι μικρότερη από την πληροφορία που απαιτείται να διατηρούν οι κόμβοι του συστήματος που βασίζεται στο συνεπαγόμενο κόστος.

### 6.2.2 Σύστημα στατικής κατανομής πόρων

Το σύστημα αυτό είναι το απλούστερο εκ των τριών. Δεν υποστηρίζει κάποιο δυναμικό μηχανισμό ανακατανομής πόρων. Αντίθετα, η κατανομή των πόρων ανά κλάση σε κάθε σύνδεσμο είναι στατική. Ο υπολογισμός του εύρους ζώνης που δεσμεύεται για κάθε κλάση σε κάποιο σύνδεσμο, πραγματοποιείται βάσει εκτιμήσεων της μέσης κυκλοφορίας ανά κλάση στα σημεία εισόδου του δικτύου. Οι ροές δρομολογούνται κατάλληλα ώστε να εξισορροπείται ο φόρτος του δικτύου στα διάφορα διαθέσιμα μονοπάτια. Το εύρος ζώνης που δεσμεύεται σε ένα σύνδεσμο για μία κλάση καθορίζεται από τη μέση κίνηση της κλάσης στο σύνδεσμο και την επιτρεπτή διακύμανση του βαθμού υπερφόρτωσης της κλάσης. Στο συγκεκριμένο δίκτυο, που χρησιμοποιήθηκε για την υλοποίηση των διαφόρων συστημάτων και τη διεξαγωγή των πειραμάτων, αποφάσεις δρομολόγησης ροών λαμβάνονται για την κυκλοφορία που εισέρχεται στο δρομολογητή cyan (βλέπε Σχήμα 8). Στη συνέχεια της παραγράφου, παρουσιάζεται ο τρόπος με τον οποίο επιλέγεται το μονοπάτι που θα εξυπηρετήσει τις ροές που καταφθάνουν στο δρομολογητή cyan, καθώς και η δέσμευση πόρων ανά κλάση σε κάθε σύνδεσμο του δικτύου MPLS.

Αρχικά υπολογίστηκε το ποσοστό της κίνησης που θα πρέπει να δρομολογείται μέσω κάθε μονοπάτι στο δρομολογητή cyan, ώστε τα δύο μονοπάτια να έχουν τον ίδιο συνολικό φόρτο. Έτσι για την κλάση 2, η μέση κίνηση που εισάγεται στο δρομολογητή cyan είναι 84

κυκλώματα, ενώ η μέση κίνηση που εισάγεται στο δρομολογητή fussia είναι 21 κυκλώματα (βλέπε Πίνακα 2). Άρα η συνολική μέση κίνηση που πρέπει να μοιρασθεί στα δύο μονοπάτια είναι 105 κυκλώματα, που σημαίνει ότι κάθε μονοπάτι θα πρέπει να έχει μέση κίνηση ίση με 52,5 κυκλώματα. Οπότε, στο δρομολογητή cyan τα 52,5 κυκλώματα της μέσης κίνησης πρέπει να δρομολογούνται μέσω του μονοπατιού που αποτελείται από τον σύνδεσμο 2, ενώ η υπόλοιπη κυκλοφορία, δηλαδή 31,5 κυκλώματα, μέσω του μονοπατιού που χρησιμοποιεί τους συνδέσμους 0 και 1. Στο δεύτερο μονοπάτι, αν προσθέσουμε τη μέση κίνηση που εισάγει ο δρομολογητής fussia στο σύνδεσμο 1, έχουμε συνολική κίνηση 52,5 κυκλώματα, όση δηλαδή και στο πρώτο. Με βάση τις παραπάνω τιμές, προκύπτει ότι το 37,5% της κίνησης που εισάγεται στο δρομολογητή fussia πρέπει να δρομολογείται μέσω του μονοπατιού που αποτελείται από τους συνδέσμους 0, 1 και το υπόλοιπο 62,5% μέσω του μονοπατιού που αποτελείται από τον σύνδεσμο 2. Ισοδύναμα, η κυκλοφορία του δρομολογείται μέσω του μονοπατιού που αποτελείται από το σύνδεσμο 2, προς την κυκλοφορία που δρομολογείται μέσω του εναλλακτικού μονοπατιού πρέπει να παρουσιάζει λόγο 10:6. Έτσι, οι ροές της κλάσης 2 που καταφθάνουν στο δρομολογητή cyan δρομολογούνται κατάλληλα, ώστε η κίνηση που εισάγεται στον κόμβο αυτό να διαμοιράζεται στα δύο μονοπάτια σύμφωνα με τα προηγούμενα ποσοστά. Συγκεκριμένα, το μονοπάτι που επιλέγεται για την εξυπηρέτηση μιας καινούργιας ροής που καταφθάνει στο δρομολογητή cyan, είναι αυτό στο οποίο αν προστεθεί η κυκλοφορία της ροής, ο λόγος της κυκλοφορίας των δύο μονοπατιών έχει τιμή πλησιέστερη στο λόγο 10:6. Τα ίδια ακριβώς ποσοστά προκύπτουν και για την κίνηση των άλλων δύο κλάσεων.

Θεωρώντας δεδομένη πλέον τη μέση κίνηση ανά κλάση στους διαφόρους συνδέσμους, το επόμενο που πρέπει να προσδιορισθεί, είναι οι ποσότητες των πόρων που θα δεσμευθούν ανά κλάση σε κάθε σύνδεσμο. Συγκεκριμένα, για την κλάση 2, δεσμεύτηκε σε κάθε σύνδεσμο ποσότητα πόρων ίση με τη μέση κίνηση ανά μονοπάτι. Επίσης δεσμεύτηκε ένα επιπλέον ποσοστό 20% επί της αρχικής ποσότητας για την κλάση αυτή, ώστε να αποφευχθεί η απώλεια πακέτων λόγω πιθανής εκρηκτικότητας (burstiness) των πηγών. Η συνολική ποσότητα εύρους ζώνης λοιπόν που δεσμεύτηκε για την κλάση 2 ήταν  $52,5 \times 1,2 \approx 64$  κυκλώματα. Κατά τη γέννηση μιας ροής (ανεξαρτήτως τύπου υπηρεσίας), η πιθανότητα επιλογής ενός εκ των δύο πρωτοκόλλων μεταφοράς είναι 50%. Υπενθυμίζουμε ότι για την κυκλοφορία TCP και UDP μίας κλάσης πρέπει να χρησιμοποιηθούν διαφορετικές ουρές σε κάθε σύνδεσμο και να δεσμευτούν ξεχωριστοί πόροι. Έτσι από τα 64 κυκλώματα που δεσμεύονται σε κάθε σύνδεσμο για την κλάση, τα μισά δεσμεύτηκαν για την κίνηση TCP της κλάσης αυτής και τα άλλα μισά για την αντίστοιχη κίνηση UDP.

Όσον αφορά στην κλάση 1, η μέση κίνηση ανά μονοπάτι είναι  $(42+168)/2 = 105$  κυκλώματα (βλέπε Πίνακα 2). Επειδή για την κλάση αυτή έχουμε μόνο κίνηση UDP τύπου B, η μέση κίνηση UDP είναι περισσότερη από την αντίστοιχη TCP. Δεδομένου ότι ο λόγος των ροών τύπου A προς τις ροές τύπου B είναι 1:10, υπολογίστηκε ότι η μέση κίνηση UDP είναι το 78,5% της συνολικής, δηλαδή 82,5 κυκλώματα. Επομένως η μέση κίνηση TCP είναι 22,5 κυκλώματα. Η ποσότητα πόρων που πρέπει να δεσμευτεί για την κίνηση της κλάσης 1 εξαρτάται από την επιτρεπτή διακύμανση του συντελεστή υπερφόρτωσης. Για  $U_1 = 0.3$  και  $L_1 = 0,2$ , οι πόροι που είναι δεσμευμένοι για την κλάση θα πρέπει να κυμαίνονται μεταξύ του

76,9% και του 83,3% της προσφερόμενης κίνησης της. Στα πειράματα που χρησιμοποιήθηκαν οι παραπάνω τιμές, δεσμεύτηκε εύρος ζώνης ίσο με το 80% της μέσης κίνησης. Συγκεκριμένα, δεσμεύτηκαν σε κάθε σύνδεσμο εύρος ζώνης μεγέθους  $82,5 \times 0,8 = 66$  κυκλωμάτων για την κίνηση UDP και  $22,5 \times 0,8 = 18$  κυκλωμάτων για την TCP. Για  $U_1 = 0,4$  και  $L_1 = 0,3$ , δεσμεύτηκε εύρος ζώνης ίσο με το 74% της μέσης κίνησης (αφού η συγκεκριμένες τιμές για τα  $U_1$  και  $L_1$  μεταφράζονται σε δέσμευση ποσότητας πόρων μεταξύ του 71,4% και του 76,9% της προσφερόμενης κίνησης σε κάθε σύνδεσμο). Επομένως, δεσμεύτηκε εύρος ζώνης μεγέθους  $82,5 \times 0,74 \approx 61$  κυκλωμάτων για την κίνηση UDP και  $22,5 \times 0,74 \approx 17$  κυκλωμάτων για την κυκλοφορία TCP.

Για την κλάση 0, δεσμεύτηκαν σε κάθε σύνδεσμο όσα κυκλώματα έμειναν διαθέσιμα από τις δεσμεύσεις των υπολοίπων 2 κλάσεων. Έτσι για  $U_1 = 0.3$  και  $L_1 = 0,2$ , σε κάθε σύνδεσμο δεσμεύτηκαν  $66+18 = 84$  κυκλώματα για την κλάση 1 και 64 κυκλώματα για την κλάση 2. Άρα από τα 232 κυκλώματα της χωρητικότητας ενός συνδέσμου, για την κλάση 0 μένουν διαθέσιμα τα  $232 - 84 - 64 = 84$  κυκλώματα. Το εύρος ζώνης του μεγέθους αυτού, διαμοιράστηκε εξίσου για την κίνηση TCP και UDP της κλάσης 0. Αντίστοιχα, για  $U_1 = 0,4$  και  $L_1 = 0,3$ , προκύπτει ότι για την κίνηση TCP της κλάσης 0 πρέπει να δεσμευτεί εύρος ζώνης 45 κυκλωμάτων. Η ίδια ποσότητα πρέπει να δεσμευτεί για την κυκλοφορία UDP της κλάσης αυτής.

### 6.3 Αποτελέσματα

Στην ενότητα αυτή παρουσιάζονται και σχολιάζονται, τα αποτελέσματα των πειραμάτων που διεξήχθησαν με κάθε σύστημα. Όπως αναφέραμε παραπάνω, κατά τη διεξαγωγή των πειραμάτων, χρησιμοποιήθηκαν έξι διαφορετικά ίχνη κυκλοφορίας. Για κάθε ίχνος, εκτελέστηκε το ίδιο πείραμα δύο φορές σε κάθε σύστημα. Κατά την πρώτη εκτέλεση, χρησιμοποιήθηκαν οι τιμές  $U_1 = 0,3$  και  $L_1 = 0,2$  για τον καθορισμό του επιτρεπτού βαθμού υπερφόρτωσης της κλάσης 1. Στη δεύτερη εκτέλεση του πειράματος, χρησιμοποιήθηκαν οι τιμές  $U_1 = 0,2$  και  $L_1 = 0,3$ . Σε κάθε πείραμα, υπολογίστηκαν τα έσοδα που αποκομίζει ο παροχέας του δικτύου, τα οποία χρησιμοποιήθηκαν ως κριτήριο της αποδοτικότητας των συστημάτων. Επίσης, σε κάθε πείραμα, μετρήθηκε το μέσο throughput των πηγών ανά κλάση υπηρεσίας και τύπο ροής. Τα αποτελέσματα των μετρήσεων, χρησιμοποιήθηκαν για να ελεγχθεί κατά πόσο διασφαλίζεται η ποιότητα υπηρεσίας που πρέπει να παρέχει κάθε κλάση, από κάθε σύστημα. Τέλος, για τα συστήματα που υποστηρίζουν δυναμική διαχείριση πόρων, παραθέτονται ενδεικτικά γραφήματα, μέσω των οποίων παρουσιάζεται η δέσμευση πόρων σε σχέση με την προσφερόμενη κίνηση κάθε κλάσης.

#### 6.3.1 Έσοδα παροχέα

Για τον υπολογισμό των εσόδων του παροχέα χρησιμοποιήθηκε η μέθοδος χρέωσης που παρουσιάζεται στην παράγραφο 6.1.3. Για τους διάφορους τύπους υπηρεσίας κάθε κλάσης, έχει οριστεί κάποια τιμή χρέωσης (βλέπε Πίνακα 1). Η τιμή αυτή, αποτελεί το ποσό που θα αποκομίσει ο παροχέας, σε περίπτωση κατά την οποία μια ροή, του αντίστοιχου τύπου και

κλάσης υπηρεσίας, επιτύχει ικανοποιητικό μέσο throughput. Τα κριτήρια, με τα οποία αποφασίζεται αν το μέσο throughput που επιτεύχθηκε από κάποια ροή είναι ικανοποιητικό, διαφέρουν για κάθε κλάση. Για τις ροές της κλάσης 0, το ποσό που αποκομίζεται από τον παροχέα, δίνεται από το γινόμενο του μέσο throughput επί την τιμή χρέωσης του τύπου υπηρεσίας στον οποίο ανήκει η ροή. Τα αναλυτικά αποτελέσματα των πειραμάτων, όσον αφορά τα έσοδα που αποκομίζονται από τον παροχέα του δίκτυο, για  $U_1 = 0,3$  και  $L_1 = 0,2$  παρουσιάζονται στον Πίνακα 6. Τα αντίστοιχα αποτελέσματα, για  $U_1 = 0,4$  και  $L_1 = 0,3$  παρουσιάζονται στον Πίνακα 7.

	Ίχνος 1			Ίχνος 2		
	Σύστημα με βάση το $c_k$	Σύστημα με βάση το $C_{k\text{ avail}}$	Στατικό Σύστημα	Σύστημα με βάση το $c_k$	Σύστημα με βάση το $C_{k\text{ avail}}$	Στατικό Σύστημα
Κλάση 2	116200	116300	84900	128600	129700	78200
Κλάση 1	19610	18920	19570	18700	18410	19280
Κλάση 0	2254	2261	2369	2186	2130	2308
<b>Σύνολο</b>	<b>138064</b>	<b>137481</b>	<b>106839</b>	<b>149486</b>	<b>150240</b>	<b>99788</b>
	Ίχνος 3			Ίχνος 4		
	Σύστημα με βάση το $c_k$	Σύστημα με βάση το $C_{k\text{ avail}}$	Στατικό Σύστημα	Σύστημα με βάση το $c_k$	Σύστημα με βάση το $C_{k\text{ avail}}$	Στατικό Σύστημα
Κλάση 2	135900	137400	69000	137200	136900	85700
Κλάση 1	18700	19250	18180	18660	18840	17690
Κλάση 0	2004	2014	2047	2240	2168	2220
<b>Σύνολο</b>	<b>156604</b>	<b>158664</b>	<b>89227</b>	<b>158100</b>	<b>157908</b>	<b>105610</b>
	Ίχνος 5			Ίχνος 6		
	Σύστημα με βάση το $c_k$	Σύστημα με βάση το $C_{k\text{ avail}}$	Στατικό Σύστημα	Σύστημα με βάση το $c_k$	Σύστημα με βάση το $C_{k\text{ avail}}$	Στατικό Σύστημα
Κλάση 2	121000	118200	94000	130600	130400	85600
Κλάση 1	18810	18740	18900	18770	19060	19480
Κλάση 0	2235	2296	2096	2142	2082	2230
<b>Σύνολο</b>	<b>142045</b>	<b>139236</b>	<b>114996</b>	<b>151512</b>	<b>151542</b>	<b>107310</b>

**Πίνακας 6: Έσοδα παροχέα για  $U_1=0,3, L_1=0,2$**

Όπως μπορεί να διαπιστωθεί από τους παραπάνω πίνακες, τα έσοδα που αποκομίζονται με τη χρήση του συστήματος που βασίζεται στο συνεπαγόμενο κόστος και του συστήματος που βασίζεται στη διαθέσιμη χωρητικότητα είναι αρκετά πιο αυξημένα σε σχέση με το σύστημα στατικής κατανομής πόρων. Συγκεκριμένα, το σύστημα με βάση το συνεπαγόμενο κόστος αποφέρει κατά μέσο όρο 44,82% περισσότερα έσοδα σε σχέση με το σύστημα στατικής κατανομής. Η μέγιστη τιμή της ποσοστιαίας διαφοράς μεταξύ των εσόδων του συστήματος που βασίζεται στο συνεπαγόμενο κόστος και του συστήματος στατικής κατανομής είναι 78,81% (ίχνος 3 με  $U_1 = 0,4, L_1 = 0,3$ ), ενώ η ελάχιστη είναι 21,46% (ίχνος 5 με  $U_1 = 0,4, L_1 = 0,3$ ). Το σύστημα με βάση τη διαθέσιμη χωρητικότητα αποφέρει κατά μέσο όρο 44,80% περισσότερα έσοδα σε σχέση με το σύστημα στατικής κατανομής. Η μέγιστη και η ελάχιστη

τιμή της ποσοστιαίας διαφοράς των εσόδων του πρώτου, σε σχέση με το δεύτερο, είναι 77,82% (ίχνος 3 με  $U_1 = 0,3, L_1 = 0,2$ ) και (ίχνος 5 με  $U_1 = 0,3, L_1 = 0,2$ ).

	Ίχνος 1			Ίχνος 2		
	Σύστημα με βάση το $c_k$	Σύστημα με βάση το $C_{k\text{ avail}}$	Στατικό Σύστημα	Σύστημα με βάση το $c_k$	Σύστημα με βάση το $C_{k\text{ avail}}$	Στατικό Σύστημα
Κλάση 2	115800	116600	86600	128600	129300	79200
Κλάση 1	18950	18420	18900	17610	17650	18310
Κλάση 0	2366	2375	2368	2251	2231	2448
<b>Σύνολο</b>	<b>137116</b>	<b>137395</b>	<b>107868</b>	<b>148461</b>	<b>149181</b>	<b>99958</b>
	Ίχνος 3			Ίχνος 4		
	Σύστημα με βάση το $c_k$	Σύστημα με βάση το $C_{k\text{ avail}}$	Στατικό Σύστημα	Σύστημα με βάση το $c_k$	Σύστημα με βάση το $C_{k\text{ avail}}$	Στατικό Σύστημα
Κλάση 2	136200	136000	68300	137100	136300	85400
Κλάση 1	18510	17320	17010	18170	17760	17210
Κλάση 0	2148	2215	2410	2328	2340	2333
<b>Σύνολο</b>	<b>156858</b>	<b>155535</b>	<b>87720</b>	<b>157598</b>	<b>156400</b>	<b>104943</b>
	Ίχνος 5			Ίχνος 6		
	Σύστημα με βάση το $c_k$	Σύστημα με βάση το $C_{k\text{ avail}}$	Στατικό Σύστημα	Σύστημα με βάση το $c_k$	Σύστημα με βάση το $C_{k\text{ avail}}$	Στατικό Σύστημα
Κλάση 2	120000	119900	93800	130700	131200	84400
Κλάση 1	16830	17950	18360	18360	18350	19260
Κλάση 0	2383	2319	2456	2247	2480	2238
<b>Σύνολο</b>	<b>139213</b>	<b>140169</b>	<b>114616</b>	<b>151307</b>	<b>152030</b>	<b>105898</b>

Πίνακας 7: Έσοδα παροχέα για  $U_1=0,4, L_1=0,3$

Τα έσοδα που αποφέρει η χρήση του συστήματος που βασίζεται στο συνεπαγόμενο κόστος και του συστήματος που βασίζεται στη διαθέσιμη χωρητικότητα, δεν παρουσιάζουν ουσιαστικές διαφορές. Το γεγονός αυτό είναι αναμενόμενο, διότι τα συστήματα αυτά χρησιμοποιούν την ίδια μέθοδο διαχείρισης των πόρων μεταξύ των κλάσεων. Εκτελούν σχεδόν τον ίδιο αλγόριθμο για τον προσδιορισμό του εύρους ζώνης που δεσμεύεται για κάθε κλάση. Η μόνη διαφορά είναι ο τρόπος με τον αποφασίζεται από ποιες κλάσεις έχει δικαίωμα να αφαιρέσει πόρους, μια κλάση για την οποία πρέπει να δεσμευτούν επιπλέον πόροι. Στο σύστημα με βάση το συνεπαγόμενο κόστος, το κριτήριο είναι η τιμή του συνεπαγόμενου κόστους της κλάσης. Μια κλάση επιτρέπεται να αφαιρέσει πόρους, από όσες κλάσεις έχουν συνεπαγόμενο κόστος με μικρότερη τιμή. Στο σύστημα με βάση τη διαθέσιμη χωρητικότητα, μια κλάση μπορεί να αφαιρέσει πόρους από λιγότερο σημαντικές κλάσεις. Η σημασία μιας κλάσης, κρίνεται βάσει των εγγυήσεων εύρους ζώνης που προσφέρει. Άρα, στα συγκεκριμένα πειράματα, η κλάση 2 είναι η πιο σημαντική και η κλάση 0 είναι η λιγότερο σημαντική. Παράλληλα, με τις συγκεκριμένες τιμές του  $w_r$  ανά κλάση, η τιμή του συνεπαγόμενου κόστους της κλάσης 2 είναι εκτός ελαχίστων περιπτώσεων η μέγιστη εκ των τριών κλάσεων σε κάθε

σύνδεσμο και η τιμή του συνεπαγόμενου κόστους της κλάση 0 η ελάχιστη. Επομένως, ο αλγόριθμος ανακατανομής πόρων παρουσιάζει την ίδια συμπεριφορά για τα δύο συστήματα.

### 6.3.2 Ποιότητα υπηρεσίας ανά κλάση

Οι κλάσεις υπηρεσίας που χρησιμοποιήθηκαν κατά τη διάρκεια των πειραμάτων, παρέχουν διαφορετικές εγγυήσεις όσον αφορά το εύρος ζώνης που δεσμεύεται σε κάθε σύνδεσμο για την εξυπηρέτηση της κυκλοφορίας τους. Ως αποτέλεσμα, η ποιότητα υπηρεσίας που απολαμβάνει η κυκλοφορία κάθε κλάσης θα πρέπει να διαφέρει. Επίσης, βάσει των εγγυήσεων που παρέχει κάθε κλάση, μπορεί να πραγματοποιηθεί μια εκτίμηση του throughput που θα επιτύχει μια ροή δεδομένου του τύπου και της κλάσης υπηρεσίας που ανήκει (βλέπε παράγραφο 3.2.2) Έτσι, για τις ροές της κλάσης 2, του throughput που επιτυγχάνουν αναμένεται να είναι πολύ κοντά στις απαιτήσεις τους σε εύρος ζώνης. Το throughput που επιτυγχάνει μια ροή της κλάσης αυτής θεωρείται ικανοποιητικό, αν υπερβαίνεται του 95% των απαιτήσεων της. Για ροές τύπου A, θα πρέπει το throughput να υπερβαίνει τα 0,95 κυκλώματα, ενώ για ροές τύπου B, τα 11,4 κυκλώματα. Όσον αφορά στο μέσο throughput μίας ροής της κλάσης, εκτιμάται ότι πρέπει να κυμαίνεται μεταξύ του  $1/(1+L_1)\%$  και του  $1/(1+U_1)\%$  των απαιτήσεων της σε εύρος ζώνης (τύπος (18) παραγράφου 3.2.2). Άρα για ροές τύπου A, το throughput εκτιμάται ότι θα κυμαίνεται μεταξύ των 0,769 και 0,833 κυκλωμάτων για  $U_1 = 0,3$ ,  $L_1 = 0,2$  και 0,714 και 0,769 κυκλωμάτων για  $U_1 = 0,4$ ,  $L_1 = 0,3$ . Οι αντίστοιχες τιμές για ροές τύπου B είναι μεταξύ 9,23 και 10 κυκλωμάτων για  $U_1 = 0,3$ ,  $L_1 = 0,2$ , ενώ για  $U_1 = 0,4$ ,  $L_1 = 0,3$  μεταξύ 8,57 και 9,23 κυκλωμάτων. Για το throughput που επιτυγχάνουν οι ροές της κλάσεις 0 δεν μπορούν να γίνουν εκτιμήσεις, διότι η συγκεκριμένη κλάση δεν παρέχει εγγυήσεις εύρους ζώνης.

Κλάση/ Τύπος/ Πρώτοκ.	$U_1=0,3$ και $L_1=0,2$				
	Στόχος		Σύστημα με βάση το $c_k$	Σύστημα με βάση το $C_{k\,avail}$	Στατικό Σύστημα
	min	max			
2A/TCP	0,95	1,00	0,996233	0,997267	0,998667
2/B/TCP	11,4	12	11,63915	11,71442	<b>10,26703</b>
2/A/UDP	0,95	1,00	0,979617	0,982817	<b>0,941183</b>
2/B/UDP	11,4	12	11,80578	11,84192	<b>10,85155</b>
1/A/TCP	0,769	0,833	0,803083	0,80344	<b>0,8838</b>
1/A/UDP	0,769	0,833	0,788267	0,802033	0,831283
1/B/UDP	9,23	10,00	9,818833	9,763033	9,536683
0/A/TCP	-	-	0,648	0,654483	0,8218
0/B/TCP	-	-	1,7636	1,663783	2,273133
0/A/UDP	-	-	0,430417	0,492067	0,466033
0/B/UDP	-	-	4,379133	4,277	4,115083

**Πίνακας 8: Μέσο throughput ανά πρωτόκολλο μεταφοράς, τύπο και κλάση υπηρεσίας για το σύνολο των πειραμάτων (μέσος όρος των 6 ιχνών) με  $U_1 = 0,3$  και  $L_1 = 0,2$**

Κλάση/ Τύπος/ Πρωτόκ.	$U_1=0,3$ και $L_1=0,2$				Στατικό Σύστημα
	Στόχος		Σύστημα με βάση το $c_k$	Σύστημα με βάση το $C_{k\,avail}$	
	Min	max			
2A/TCP	0,95	1,00	0,9966	0,99665	0,9997
2B/TCP	11,4	12,0	11,63858	11,66372	<b>10,41782</b>
2A/UDP	0,95	1,00	0,978733	0,9803	<b>0,941383</b>
2B/UDP	11,4	12,0	11,76033	11,79057	<b>10,86135</b>
1A/TCP	0,714	0,769	0,74975	0,735013	<b>0,8578</b>
1A/UDP	0,714	0,769	0,72845	0,7307	<b>0,815367</b>
1B/UDP	8,57	9,23	9,1085	9,112033	9,101267
0A/TCP	-	-	0,680667	0,696617	0,874783
0B/TCP	-	-	1,891867	1,939433	2,52225
0A/UDP	-	-	0,4265	0,464683	0,4991
0B/UDP	-	-	4,700817	4,70925	4,333017

**Πίνακας 9: Μέσο throughput ανά πρωτόκολλο μεταφοράς, τύπο και κλάση υπηρεσίας για το σύνολο των πειραμάτων (μέσος όρος των 6 ιχνών) με  $U_1 = 0,3$  και  $L_1 = 0,2$**

Στους Πίνακες 10 και 11 παρουσιάζεται το μέσο throughput των ροών, ανά πρωτόκολλο μεταφοράς, τύπο και κλάση υπηρεσίας, που μετρήθηκε σε κάθε πείραμα. Στους Πίνακες 8 και 9 παρουσιάζονται οι αντίστοιχες τιμές επί του συνόλου των πειραμάτων. Σε κάθε πίνακα, με έντονα γράμματα σημειώνονται οι τιμές οι οποίες αποκλίνουν από τις εκτιμήσεις που παρουσιάστηκαν παραπάνω. Όπως διαπιστώνεται παρατηρώντας τους πίνακες αυτούς, τα αποτελέσματα για το σύστημα που βασίζεται στο συνεπαγόμενο κόστος, καθώς και για το σύστημα που βασίζεται στη διαθέσιμη χωρητικότητα, είναι εντός των προβλεπόμενων τιμών. Αντίθετα, στα αποτελέσματα του συστήματος στατικής κατανομής πόρων, παρατηρούνται τιμές που αποκλίνουν από τις αντίστοιχες προβλεπόμενες. Συγκεκριμένα, οι ροές της κλάσης 2 επιτυγχάνουν μικρότερο μέσο throughput από το προβλεπόμενο βάσει των εγγυήσεων σε εύρος ζώνης της κλάσης. Εν αντιθέσει, οι ροές της κλάσης 1, επιτυγχάνουν μεγαλύτερο μέσο throughput, από το προβλεπόμενο. Στο συγκεκριμένο σύστημα, οι δεσμεύσεις πόρων ανά τύπο και κλάση υπηρεσίας είναι στατικές. Ο υπολογισμός τους βασίστηκε στην προβλεπόμενη μέση κυκλοφορία ανά τύπο και κλάση υπηρεσίας. Κατά τη διάρκεια της λειτουργίας του δικτύου, θα υπήρχαν περίοδοι στις οποίες, η πραγματική κίνηση κάποιας κλάσης σε κάποιο σύνδεσμο θα παρουσίαζε διαφορά από την μέση κυκλοφορία, βάσει της οποίας αποφασίστηκαν οι πόροι της κλάσης στο σύνδεσμο. Στις περιπτώσεις αυτές, η ποιότητα υπηρεσίας που απολάμβανε η κίνηση της κλάσης θα παρουσίαζε διαφορές σε σχέση με την προβλεπόμενη. Για το λόγο αυτό, παρατηρούνται, στις κλάσεις 1 και 2, αποκλίσεις μεταξύ του προβλεπόμενου throughput και του μέσου throughput που μετρήθηκε κατά τη διάρκεια των πειραμάτων. Το σύστημα που βασίζεται στο συνεπαγόμενο κόστος και το σύστημα που βασίζεται στη διαθέσιμη χωρητικότητα, εφαρμόζοντας μια δυναμική διαχείριση πόρων, κατορθώνουν να διασφαλίσουν τη διαφοροποίηση της ποιότητας υπηρεσίας που πρέπει να παρατηρείται μεταξύ των κλάσεων στο δίκτυο. Έτσι, τα αποτελέσματα που ελήφθησαν με τα συστήματα αυτά, κυμαίνονται εντός των αντίστοιχων προβλεπόμενων τιμών.

Κλάση/ Τύπος/ Πρότοκ.	Στόχος		Ίχνος 1			Ίχνος 2		
			Σύστημα με βάση το $c_k$	Σύστημα με βάση το $C_{k\ avail}$	Στατικό Σύστημα	Σύστημα με βάση το $c_k$	Σύστημα με βάση το $C_{k\ avail}$	Στατικό Σύστημα
	min	max						
2A/TCP	0,95	1,00	0,9973	0,9979	0,9996	0,9959	0,9960	0,9999
2B/TCP	11,4	12,0	11,6307	11,6522	<b>10,8289</b>	11,5918	11,7358	<b>10,3227</b>
2A/UDP	0,95	1,00	0,9790	0,9829	0,9634	0,9774	0,9858	<b>0,9071</b>
2B/UDP	11,4	12,0	11,8156	11,8445	<b>10,9569</b>	11,7787	11,8315	<b>10,7680</b>
1A/TCP	0,714	0,763	0,8030	0,7862	<b>0,9312</b>	0,7895	0,81944	<b>0,9159</b>
1A/UDP	0,714	0,763	0,7779	0,7899	<b>0,8871</b>	0,8062	0,8289	<b>0,8489</b>
1B/UDP	8,57	9,23	9,7438	9,6315	9,7965	9,9297	9,7297	9,7074
0A/TCP	-	-	0,6734	0,7015	0,8378	0,6417	0,6359	0,8484
0B/TCP	-	-	1,9239	1,8918	2,0553	1,7368	1,5399	2,4322
0A/UDP	-	-	0,4589	0,3915	0,5537	0,4946	0,6160	0,5079
0B/UDP	-	-	4,6389	4,5792	4,4943	4,2887	4,0420	4,3776
Κλάση/ Τύπος/ Πρότοκ.	Στόχος		Ίχνος 3			Ίχνος 4		
			Σύστημα με βάση το $c_k$	Σύστημα με βάση το $C_{k\ avail}$	Στατικό Σύστημα	Σύστημα με βάση το $c_k$	Σύστημα με βάση το $C_{k\ avail}$	Στατικό Σύστημα
	min	max						
2A/TCP	0,95	1,00	0,9978	0,9982	0,9954	0,9960	0,9980	0,9993
2B/TCP	11,4	12,0	11,6411	11,7784	<b>9,2151</b>	11,6294	11,7892	<b>9,9778</b>
2A/UDP	0,95	1,00	0,9802	0,9838	<b>0,9058</b>	0,9786	0,9820	0,9641
2B/UDP	11,4	12,0	11,8455	11,8779	<b>10,5682</b>	11,7418	11,9110	<b>11,1274</b>
1A/TCP	0,714	0,763	0,8150	0,8179	<b>0,8495</b>	0,8094	0,8132	<b>0,8899</b>
1A/UDP	0,714	0,763	0,8128	0,8147	0,8002	0,7782	0,8152	<b>0,8365</b>
1B/UDP	8,57	9,23	9,9498	9,9380	<b>9,0860</b>	9,8075	9,8587	9,6118
0A/TCP	-	-	0,6018	0,6093	0,7866	0,6601	0,6672	0,8522
0B/TCP	-	-	1,5263	1,3078	2,3223	1,8294	1,6988	2,5065
0A/UDP	-	-	0,3543	0,5654	0,3666	0,4249	0,4640	0,4955
0B/UDP	-	-	3,8577	3,9585	3,8440	4,4271	4,0567	3,7336
Κλάση/ Τύπος/ Πρότοκ.	Στόχος		Ίχνος 5			Ίχνος 6		
			Σύστημα με βάση το $c_k$	Σύστημα με βάση το $C_{k\ avail}$	Στατικό Σύστημα	Σύστημα με βάση το $c_k$	Σύστημα με βάση το $C_{k\ avail}$	Στατικό Σύστημα
	min	max						
2A/TCP	0,95	1,00	0,9970	0,9958	0,9981	0,9934	0,9977	0,9997
2B/TCP	11,4	12,0	11,6881	11,6144	<b>10,4752</b>	11,6538	11,7165	<b>10,7825</b>
2A/UDP	0,95	1,00	0,9811	0,9762	0,9714	0,9814	0,9862	<b>0,9353</b>
2B/UDP	11,4	12,0	11,8816	11,7270	<b>11,1477</b>	11,7715	11,8596	<b>10,5411</b>
1A/TCP	0,714	0,763	0,7807	0,7819	0,8275	0,8209	0,8020	<b>0,8888</b>
1A/UDP	0,714	0,763	0,7774	0,7806	0,8153	0,7771	0,7829	0,7997
1B/UDP	8,57	9,23	9,6900	9,6294	9,2590	9,7922	9,7909	9,7594
0A/TCP	-	-	0,6923	0,6805	0,7638	0,6187	0,6325	0,8420
0B/TCP	-	-	1,8621	1,9230	2,1444	1,7031	1,6214	2,1781
0A/UDP	-	-	0,4522	0,4856	0,4128	0,3976	0,4299	0,4597
0B/UDP	-	-	4,7999	4,9935	3,9241	4,2625	4,0321	4,3169

Πίνακας 10: Μέσο throughput ανά πρωτόκολλο μεταφοράς, τύπο και κλάση υπηρεσίας σε κάθε πείραμα, για  $U_1 = 0,3, L_1 = 0,2$

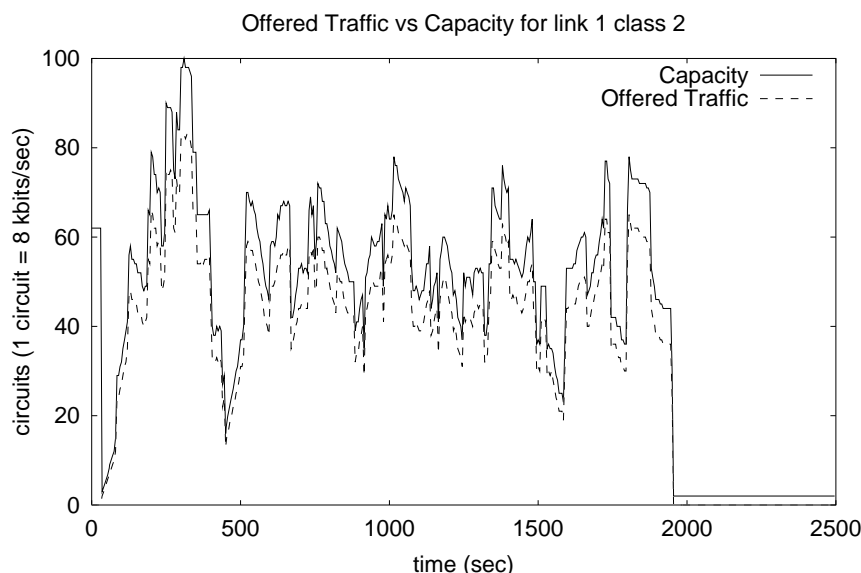


Κλάση/ Τύπος/ Πρότοκ.	Στόχος		Ίχνος 1			Ίχνος 2		
			Σύστημα με βάση το $c_k$	Σύστημα με βάση το $C_{k\ avail}$	Στατικό Σύστημα	Σύστημα με βάση το $c_k$	Σύστημα με βάση το $C_{k\ avail}$	Στατικό Σύστημα
	min	max						
2A/TCP	0,95	1,00	0,9954	0,9964	0,9997	0,9967	0,9969	0,9997
2B/TCP	11,4	12,0	11,5412	11,6125	<b>10,7977</b>	11,6079	11,6656	<b>10,3517</b>
2A/UDP	0,95	1,00	0,9778	0,9785	0,9659	0,9791	0,9840	<b>0,8981</b>
2B/UDP	11,4	12,0	11,7369	11,7449	<b>10,9723</b>	11,7579	11,7977	<b>10,8207</b>
1A/TCP	0,714	0,769	0,7436	0,7276	<b>0,8917</b>	0,7512	0,7563	<b>0,8669</b>
1A/UDP	0,714	0,769	0,7244	0,7416	<b>0,7897</b>	0,7353	0,7213	<b>0,9028</b>
1B/UDP	8,57	9,23	9,1158	9,0646	9,1665	9,2092	9,0910	9,1853
0A/TCP	-	-	0,7088	0,7181	0,8623	0,6836	0,6800	0,8839
0B/TCP	-	-	2,1702	2,1430	2,2562	1,8331	1,9667	2,5924
0A/UDP	-	-	0,4000	0,4172	0,5032	0,4556	0,5113	0,5444
0B/UDP	-	-	4,9425	5,0388	4,6964	4,5878	4,4730	4,1209
Κλάση/ Τύπος/ Πρότοκ.	Στόχος		Ίχνος 3			Ίχνος 4		
			Σύστημα με βάση το $c_k$	Σύστημα με βάση το $C_{k\ avail}$	Στατικό Σύστημα	Σύστημα με βάση το $c_k$	Σύστημα με βάση το $C_{k\ avail}$	Στατικό Σύστημα
	min	max						
2A/TCP	0,95	1,00	0,9971	0,9946	0,9997	0,9967	0,9983	0,9997
2B/TCP	11,4	12,0	11,6865	11,7237	<b>9,4402</b>	11,6608	11,7453	<b>10,0102</b>
2A/UDP	0,95	1,00	0,9800	0,9809	<b>0,9114</b>	0,9780	0,9816	0,9633
2B/UDP	11,4	12,0	11,7637	11,7875	<b>10,3743</b>	11,7247	11,8761	<b>11,0214</b>
1A/TCP	0,714	0,769	0,7627	0,7493	<b>0,8506</b>	0,7571	0,72118	<b>0,8410</b>
1A/UDP	0,714	0,769	0,7347	0,7446	<b>0,7902</b>	0,7226	0,7238	<b>0,8118</b>
1B/UDP	8,57	9,23	9,1429	9,1512	8,7380	9,1782	9,1362	9,1516
0A/TCP	-	-	0,6493	0,6682	0,8772	0,6873	0,7005	0,8806
0B/TCP	-	-	1,6846	1,6075	2,4286	1,9151	1,9335	2,6594
0A/UDP	-	-	0,3906	0,4846	0,5217	0,4012	0,4545	0,4378
0B/UDP	-	-	4,1307	4,2746	4,4989	4,6180	4,5305	4,1440
Κλάση/ Τύπος/ Πρότοκ.	Στόχος		Ίχνος 5			Ίχνος 6		
			Σύστημα με βάση το $c_k$	Σύστημα με βάση το $C_{k\ avail}$	Στατικό Σύστημα	Σύστημα με βάση το $c_k$	Σύστημα με βάση το $C_{k\ avail}$	Στατικό Σύστημα
	min	max						
2A/TCP	0,95	1,00	0,9968	0,9968	0,9996	0,9969	0,9969	0,9998
2B/TCP	11,4	12,0	11,629	11,5909	<b>11,066</b>	11,7061	11,6443	<b>10,8411</b>
2A/UDP	0,95	1,00	0,9773	0,9766	0,9763	0,9802	0,9802	<b>0,9333</b>
2B/UDP	11,4	12,0	11,7812	11,7143	<b>11,4350</b>	11,7976	11,8229	<b>10,5444</b>
1A/TCP	0,714	0,769	0,7329	0,7321	<b>0,8635</b>	0,7510	0,7236	<b>0,8331</b>
1A/UDP	0,714	0,769	0,7306	0,7235	<b>0,8269</b>	0,7231	0,7294	<b>0,7708</b>
1B/UDP	8,57	9,23	8,9096	9,0812	9,1028	9,0953	9,1480	<b>9,2634</b>
0A/TCP	-	-	0,6996	0,7126	0,8992	0,6554	0,7003	0,8455
0B/TCP	-	-	2,0437	1,9890	2,4277	1,7045	1,9969	2,7692
0A/UDP	-	-	0,4887	0,4344	0,4933	0,4229	0,4861	0,4942
0B/UDP	-	-	5,1714	4,8279	4,6941	4,7545	5,1107	3,8438

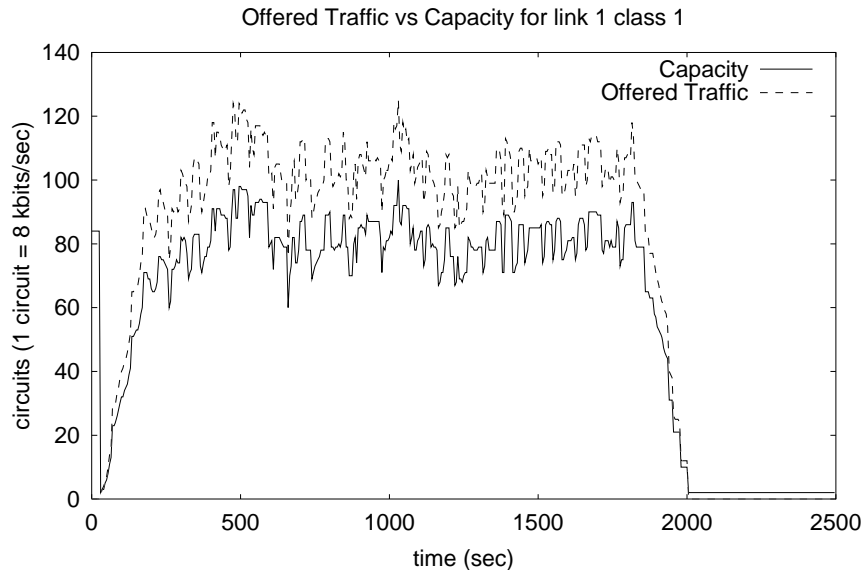
Πίνακας 11: μέσο throughput ανά πρωτόκολλο μεταφοράς, τύπο και κλάση υπηρεσίας σε κάθε πείραμα, για  $U_1 = 0,4, L_1 = 0,3$

### 6.3.3 Δυναμική κατανομή πόρων

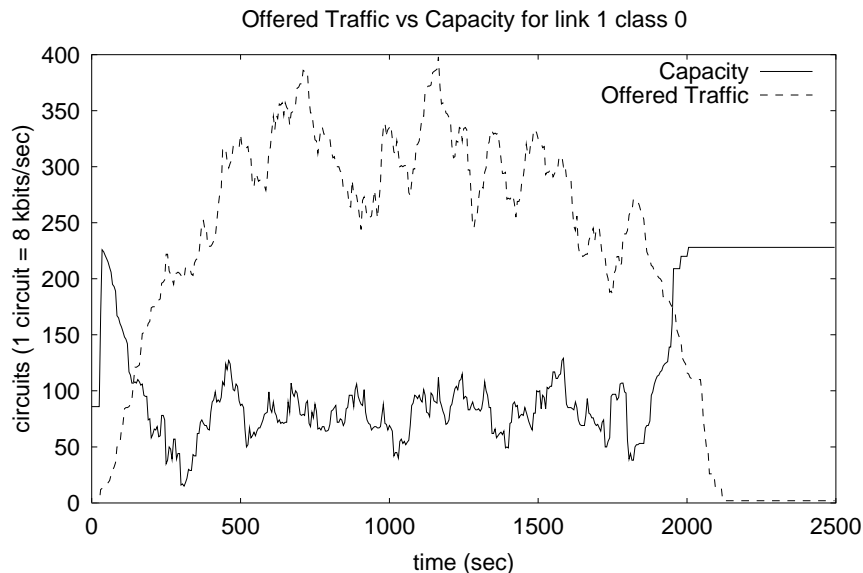
Στην παράγραφο αυτή, παρουσιάζονται κάποια ενδεικτικά γραφήματα της δέσμευσης πόρων ανά κλάση υπηρεσίας, σε σχέση με την αντίστοιχη προσφερόμενη κίνηση κατά τη διάρκεια ενός πειράματος. Τα γραφήματα αναφέρονται στα συστήματα που εφαρμόζουν δυναμική διαχείριση πόρων, δηλαδή το συστήματα που βασίζεται στο συνεπαγόμενο κόστος και το σύστημα που βασίζεται στη διαθέσιμη χωρητικότητα. Μέσω των γραφημάτων, μπορεί να διαπιστωθεί η αποτελεσματικότητα των συστημάτων, όσον αφορά την επιβολή της προσδιορισμένης εξυπηρέτησης της κυκλοφορίας κάθε κλάσης. Στα Σχήματα 9 έως 12 παρουσιάζεται η διακύμανση των πόρων που δεσμεύονται ανά κλάση σε σχέση με τη διακύμανση της αντίστοιχης προσφερόμενης κίνησης, για το σύστημα που βασίζεται στο συνεπαγόμενο κόστος. Στα Σχήματα 13 έως 16, παρουσιάζονται οι αντίστοιχες γραφικές παραστάσεις για το σύστημα που βασίζεται στη διαθέσιμη χωρητικότητα. Τα σχήματα αναφέρονται στο σύνδεσμο 1, κατά τη διάρκεια του πειράματος με το 1<sup>ο</sup> ίχνος κυκλοφορίας και για  $U_1 = 0,3$ ,  $L_1 = 0,2$ . Όπως διαπιστώνεται παρατηρώντας τα παρακάτω γραφήματα, και τα δύο συστήματα επιτυγχάνουν να δεσμεύουν τους πόρους που αναλογούν σε κάθε κλάση, καθ' όλη τη διάρκεια του πειράματος. Συγκεκριμένα, το εύρος ζώνης που δεσμεύεται για την κλάση 2 είναι πάντα κατά ένα ποσοστό περισσότεροι από την αντίστοιχη προσφερόμενη κίνηση (βλέπε Σχήμα 9 και Σχήμα 13). Οι πόροι που αναθέτονται στην κλάση 1, είναι κατά ένα σχεδόν σταθερό ποσοστό λιγότεροι από την αντίστοιχη προσφερόμενη κίνηση (βλέπε Σχήμα 10 και Σχήμα 14). Τέλος, οι πόροι που δεσμεύονται για την κλάση 0, εξαρτώνται από το φόρτο των υπολοίπων κλάσεων. Κατά το μεγαλύτερο διάστημα του πειράματος, η ποσότητα εύρους ζώνης που ήταν δεσμευμένη για την κλάση αυτή, ήταν αρκετά μικρότερη από το μέγεθος της προσφερόμενης κίνησης της κλάσης ( Σχήμα 11 και Σχήμα 16 ).



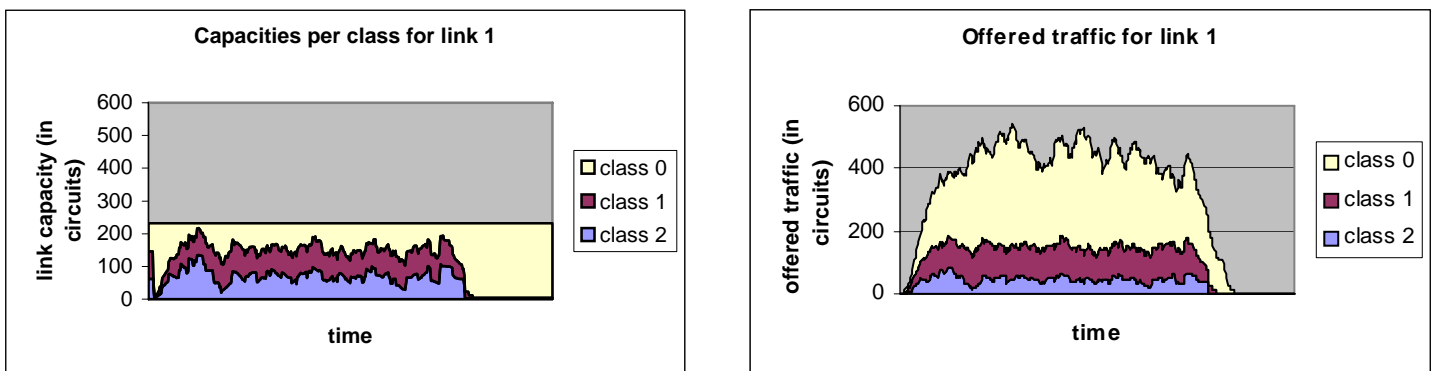
**Σχήμα 9: Δέσμευση πόρων σε σχέση με την προσφερόμενη κίνηση για την κλάση 2 στο σύνδεσμο 1 κατά τη χρήση του συστήματος που βασίζεται στο  $c_k$**



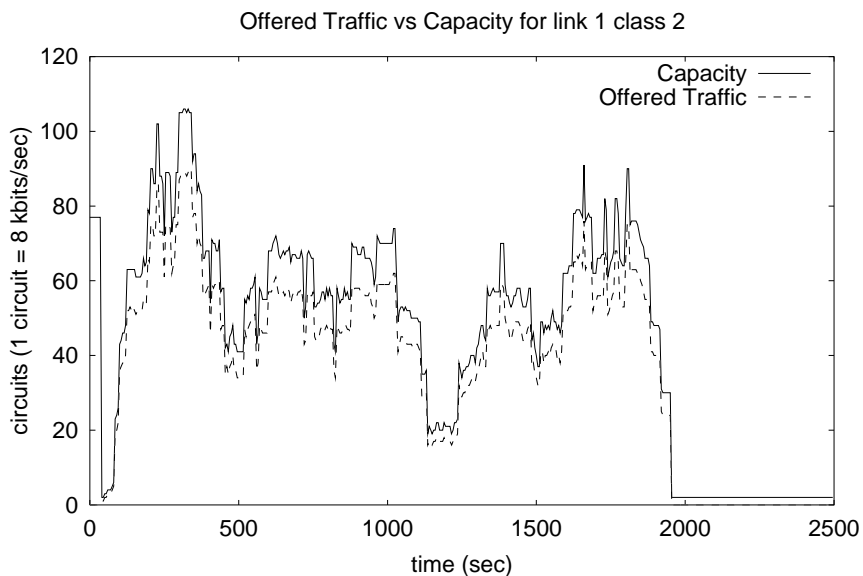
Σχήμα 10: Δέσμευση πόρων σε σχέση με την προσφερόμενη κίνηση για την κλάση 1 στο σύνδεσμο 1 κατά τη χρήση του συστήματος που βασίζεται στο  $c_k$



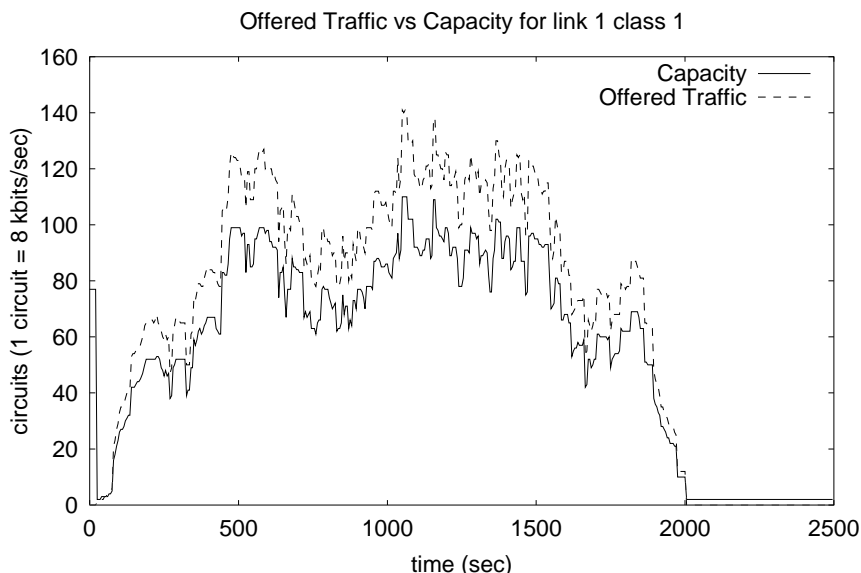
Σχήμα 11: Δέσμευση πόρων σε σχέση με την προσφερόμενη κίνηση για την κλάση 0 στο σύνδεσμο 1 κατά τη χρήση του συστήματος που βασίζεται στο  $c_k$



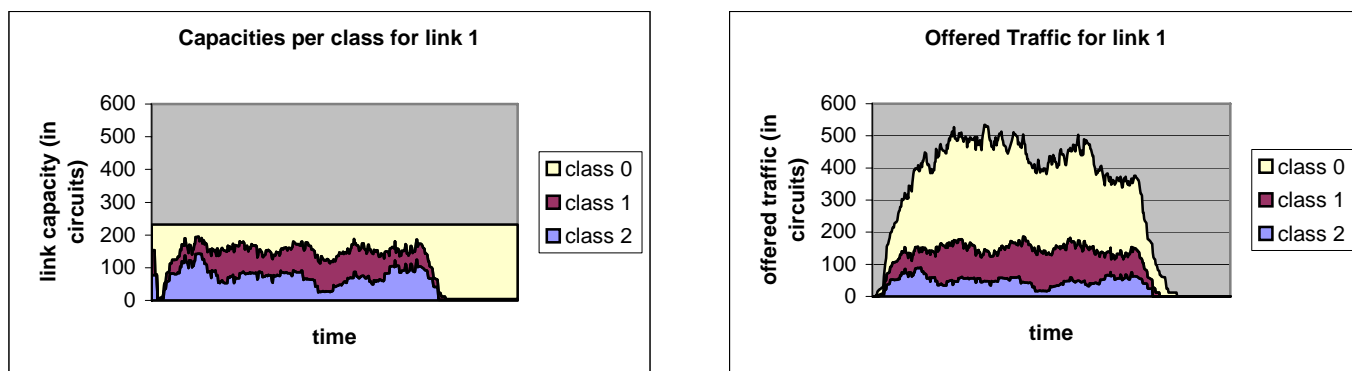
Σχήμα 12: Δέσμευση πόρων ανά κλάση σε σχέση με την αντίστοιχη προσφερόμενη κίνηση στο σύνδεσμο 1 κατά τη χρήση του συστήματος που βασίζεται στο  $c_k$



Σχήμα 13: Δέσμευση πόρων σε σχέση με την προσφερόμενη κίνηση για την κλάση 2 στο σύνδεσμο 1 κατά τη χρήση του συστήματος που βασίζεται στο  $C_{k\ available}$



Σχήμα 14: Δέσμευση πόρων σε σχέση με την προσφερόμενη κίνηση για την κλάση 1 στο σύνδεσμο 1 κατά τη χρήση του συστήματος που βασίζεται στο  $C_{k\ available}$



Σχήμα 15: Δέσμευση πόρων ανά κλάση σε σχέση με την αντίστοιχη προσφερόμενη κίνηση στο σύνδεσμο 1 κατά τη χρήση του συστήματος που βασίζεται στο  $c_k$



**Σχήμα 16:** Δέσμευση πόρων σε σχέση με την προσφερόμενη κίνηση για την κλάση 0 στο σύνδεσμο 1 κατά τη χρήση του συστήματος που βασίζεται στο  $C_{k\text{ avail}}$

## 6.4 Σύγκριση-Αποτίμηση συστημάτων

Στην προηγούμενη ενότητα παρουσιάστηκαν τα αποτελέσματα των πειραμάτων που εκτελέστηκαν για κάθε σύστημα. Διαπιστώθηκε, ότι τα συστήματα τα οποία διαχειρίζονται δυναμικά τους πόρους, καταφέρουν να διασφαλίσουν την ποιότητα υπηρεσίας που πρέπει να παρέχει κάθε κλάση. Αντίθετα, το σύστημα στατικής κατανομής πόρων αποτυγχάνει να εγγυηθεί την ποιότητα υπηρεσίας που πρέπει να απολαμβάνει η κυκλοφορία κάθε κλάσης. Έτσι, η διαφοροποίηση της ποιότητα υπηρεσίας που παρατηρείται μεταξύ των κλάσεων, αποκλίνει από την προδιαγεγραμμένη διαφοροποίηση βάσει του ορισμού των κλάσεων. Για παράδειγμα, στα πειράματα που εκτελέστηκαν, παρατηρήθηκε ότι η ποιότητα υπηρεσίας που παρέχονταν στην κυκλοφορία της κλάσης 2 ήταν χαμηλότερη από την αναμενόμενη. Εν αντιθέσει, η ποιότητα υπηρεσίας που απολάμβανε η κυκλοφορία της κλάσης 1 ήταν υψηλότερη. Μάλιστα, σε κάποιες περιπτώσεις η ποιότητας υπηρεσίας της κλάσης αυτής προσέγγιζε την ποιότητα υπηρεσίας που παρείχε η κλάση 2. Σε περίπτωση που εφαρμόζεται κάποιο σχήμα χρέωσης, το οποίο να βασίζεται στην ποιότητα υπηρεσίας που απολαμβάνουν οι ροές σε σχέση με την κλάση υπηρεσίας που ανήκουν (όπως το σχήμα χρέωσης που εφαρμόστηκε στα πειράματα), τότε η μη διασφάλιση της ποιότητας υπηρεσίας που πρέπει να παρέχει μια κλάση, προξενεί απώλεια εσόδων στον παροχέα του δικτύου. Για το λόγο αυτό, τα δύο συστήματα δυναμικής διαχείρισης πόρων, αποδείχτηκαν αρκετά πιο προσοδοφόρα, σε σχέση με το σύστημα στατικής κατανομής πόρων.

Είναι λοιπόν φανερό, ότι η διασφάλιση της ποιότητας υπηρεσίας που προσφέρεται από τις διάφορες κλάσεις που έχουν οριστεί στο δίκτυο, απαιτεί **δυναμικούς** μηχανισμούς δρομολόγησης και διαχείρισης πόρων. Οι μηχανισμοί αυτοί, θα πρέπει να παρακολουθούν την τρέχουσα κατάσταση του δικτύου και να ανταποκρίνονται αποτελεσματικά στις μεταβολές της. Τέτοιοι μηχανισμοί περιλαμβάνονται τόσο στο σύστημα που βασίζεται στο συνεπαγόμενο

κόστος, όσο και στο σύστημα που βασίζεται στη διαθέσιμη χωρητικότητα. Όσον αφορά το πρώτο σύστημα, μέσω των πειραματικών αποτελεσμάτων, αποδείχτηκε ότι επιτυγχάνει να εξασφαλίσει την ποιότητα υπηρεσίας πρέπει να παρέχει κάθε κλάση. Επομένως, η θεωρία των συνεπαγόμενων κοστών, με τον τρόπο που προτείνεται να εφαρμοσθεί σε ένα δίκτυο DS/MLPS στην παρούσα εργασία, μπορεί να προσφέρει αποδοτικές λύσεις στο πρόβλημα της επιλογής διαδρομής και διαχείρισης πόρων σε ένα δίκτυο που υποστηρίζει πολλές κλάσεις υπηρεσίας. Το σύστημα που βασίζεται στη διαθέσιμη χωρητικότητα αποδείχτηκε μέσω των πειραμάτων ανάλογης αποτελεσματικότητας. Το γεγονός αυτό, υποδεικνύει ότι μπορούν να εφαρμοστούν διαφορετικές προσεγγίσεις, πιο απλές σε σχέση με τα συνεπαγόμενα κόστη, οι οποίες να επιλύουν αποδοτικά το πρόβλημα.

Αρκετό ενδιαφέρον, θα παρουσίαζε η περίπτωση κατά την οποία μεταβάλλονται οι τιμές χρέωσης των κλάσεων κατά τη διάρκεια της λειτουργίας του δικτύου. Στην περίπτωση αυτή, ένα σύστημα που βασίζεται στη θεωρία των συνεπαγόμενων κοστών αναμένεται να αποδειχτεί περισσότερο προσοδοφόρο για τον παροχέα του δικτύου, από κάποιο απλούστερο σύστημα όπως αυτό που βασίζεται στη διαθέσιμη χωρητικότητα. Ο λόγος είναι ότι το συνεπαγόμενο κόστος εμπεριέχει το κέρδος που αποκομίζεται από το δίκτυο, από την εξυπηρέτηση των κλήσεων. Μάλιστα, ότι ο βασικός στόχος της θεωρίας, είναι η μεγιστοποίηση των κερδών αυτών. Επομένως, η υπόθεση περί αυξημένης αποδοτικότητας ενός συστήματος που βασίζεται στο συνεπαγόμενο κόστος (σε σχέση με συστήματα που χρησιμοποιούν απλούστερες προσεγγίσεις), στην περίπτωση δυναμικής μεταβολής των τιμών χρέωσης ανά κλάση, φαίνεται αρκετά ρεαλιστική. Παράλληλα, ενδιαφέρον θα παρουσίαζε η διεξαγωγή πειραμάτων σε δίκτυα μεγαλύτερου μεγέθους με πιο σύνθετες τοπολογίες. Στα δίκτυα αυτά θα παρουσιάζονται περισσότερες αλληλεπιδράσεις και αλληλεξαρτήσεις μεταξύ των διαφόρων διαδρομών στο δίκτυο. Δεδομένου ότι το συνεπαγόμενο κόστος περιλαμβάνει τις αλληλεξαρτήσεις αυτές, ένα σύστημα το οποίο βασίζεται στο συνεπαγόμενο κόστος αναμένεται να αποδειχτεί πιο αποτελεσματικό σε σχέση με συστήματα που βασίζονται σε απλούστερες αλγοριθμικές προσεγγίσεις.

## 7. Συμπεράσματα – Μελλοντική Εργασία

Στην παρούσα εργασία μελετήθηκε αρχικά ο τρόπος με τον οποίο μπορεί να εφαρμοσθεί η θεωρία των συνεπαγόμενων κοστών σε δίκτυα MPLS τα οποία υποστηρίζουν πολλαπλές κλάσεις υπηρεσίας. Στη συνέχεια σχεδιάσθηκε και υλοποιήθηκε ένα καταναμημένο σύστημα δυναμικής δρομολόγησης και διαχείρισης πόρων σε δίκτυα MPLS το οποίο βασίζεται στη θεωρία των συνεπαγόμενων κοστών. Παράλληλα, σχεδιάσθηκαν και υλοποιήθηκαν δύο επιπλέον συστήματα δρομολόγησης και διαχείρισης πόρων, τα οποία χρησιμοποιούν απλούστερες προσεγγίσεις για την αλγοριθμική υποστήριξη των λειτουργιών τους. Το πρώτο υποστηρίζει δυναμική δρομολόγηση και διαχείριση πόρων, ενώ στο δεύτερο τόσο η δρομολόγηση όσο και η δέσμευση πόρων ανά κλάση υπηρεσίας πραγματοποιούνται με στατικό τρόπο. Για την αξιολόγηση και τη σύγκριση των τριών συστημάτων διεξήχθησαν διάφορα πειράματα. Τα κριτήρια αξιολόγησης ήταν η διασφάλιση της ποιότητας υπηρεσίας που πρέπει να παρέχει κάθε κλάση, καθώς και τα κέρδη που αποφέρει η χρήση κάθε συστήματος στον παροχέα του δικτύου.

Όπως διαπιστώθηκε από τα πειράματα, τα δύο συστήματα τα οποία υποστηρίζουν δυναμικούς μηχανισμούς δρομολόγησης και διαχείρισης πόρων αποδείχθηκαν πολύ πιο αποδοτικά από το στατικό σύστημα. Τα δυναμικά συστήματα κατάφεραν να διασφαλίσουν την ποιότητα υπηρεσίας κάθε κλάσης, σε αντίθεση με το στατικό στο οποίο παρατηρήθηκαν περιπτώσεις που η ποιότητα υπηρεσίας που απολάμβανε η κυκλοφορία κάποιων κλάσεων δεν ήταν η επιθυμητή. Ταυτόχρονα, τα δυναμικά συστήματα αποδείχθηκαν πιο προσοδοφόρα σε σχέση με το στατικό. Για τα συστήματα αυτά δεν παρατηρήθηκαν ουσιαστικές διαφορές σχετικά με τα έσοδα που αποφέρει η χρήση τους στον παροχέα δικτύου. Σημειωτέον ότι όσον αφορά στα δύο δυναμικά σύστημα, αυτό που βασίζεται στη διαθέσιμη χωρητικότητα είναι απλούστερο στην υλοποίηση σε σχέση με το σύστημα που βασίζεται στο συνεπαγόμενο κόστος.

Επομένως, μπορούμε να συμπεράνουμε ότι η αποδοτική λειτουργία ενός δικτύου το οποίο παρέχει διάφορες κλάσεις υπηρεσίας, απαιτεί την υποστήριξη δυναμικών μηχανισμών διαχείρισης κίνησης και πόρων από το δίκτυο. Ένα σύστημα το οποίο βασίζεται στο συνεπαγόμενο κόστος μπορεί να αποτελέσει ικανοποιητική λύση στο πρόβλημα της δρομολόγησης ροών με απαιτήσεις ποιότητας υπηρεσίας και της δυναμικής κατανομής των πόρων του δικτύου στις διάφορες κλάσεις υπηρεσίας. Όμως, όπως αποδείχθηκε από τα πειραματικά αποτελέσματα, απλούστερες αλγοριθμικές προσεγγίσεις μπορούν να παρέχουν ανάλογη αποτελεσματικότητα.

Ως μελλοντική εργασία, προτείνεται η διεξαγωγή πειραμάτων σε δίκτυα μεγαλύτερου μεγέθους με πιο σύνθετες τοπολογίες. Στα δίκτυα αυτά θα παρουσιάζονται περισσότερες αλληλεπιδράσεις και αλληλεξαρτήσεις μεταξύ των διαφόρων διαδρομών στο δίκτυο. Δεδομένου ότι το συνεπαγόμενο κόστος περιλαμβάνει τις αλληλεξαρτήσεις αυτές, ένα σύστημα το οποίο βασίζεται στο συνεπαγόμενο κόστος αναμένεται να αποδειχτεί πιο αποτελεσματικό σε σχέση με συστήματα που βασίζονται σε απλούστερες αλγοριθμικές προσεγγίσεις. Επιπλέον, προτείνεται η μελέτη της περίπτωσης κατά την οποία οι τιμές ανά

κλάση υπηρεσίας μεταβάλλονται δυναμικά κατά τη διάρκεια της λειτουργίας του δικτύου. Στην περίπτωση αυτή, ένα σύστημα που χρησιμοποιεί τη θεωρία των συνεπαγόμενων κοστών αναμένεται να αποδειχτεί ξανά πιο αποδοτικό. Ο λόγος είναι ότι το συνεπαγόμενο κόστος εμπεριέχει το κέρδος που αποκομίζεται από το δίκτυο, από την εξυπηρέτηση των κλήσεων. Μάλιστα, ότι ο βασικός στόχος της θεωρίας των συνεπαγόμενων κοστών, είναι η μεγιστοποίηση του κέρδους αυτού. Τέλος, ως μελλοντική εργασία, προτείνεται επίσης ο συνδυασμός του συστήματος δυναμικής δρομολόγησης και διαχείρισης πόρων με το σύστημα βέλτιστης διαπραγμάτευσης συμβολαίων κίνησης που αναπτύχθηκε και υλοποιήθηκε από τον κ. Παπαιωάννου στα πλαίσια της μεταπτυχιακής του εργασίας [37]. Μέσω του συστήματος αυτού επιλέγεται με αποδοτικό τρόπο το συμβολαίου (Service Level Agreement, SLA) που θα συνάψει ο παροχέας δικτύου με ένα χρήστη κατά την εισαγωγή μιας νέας ροής στο δίκτυο, δηλαδή επιλέγεται η κλάση υπηρεσίας που θα χρησιμοποιήσει η ροή. Το σύστημα βέλτιστης διαπραγμάτευσης θα μπορούσε μετά την επιλογή της κλάσης υπηρεσίας να ανακοινώνει στο σύστημα δυναμικής δρομολόγησης και διαχείρισης πόρων τα στοιχεία της ροής (κλάση υπηρεσίας, απαιτήσεις εύρους ζώνης, προορισμός, κτλ.). Το τελευταίο θα επιλέξει στη συνέχεια τη διαδρομή που θα ακολουθήσει η ροή και θα διασφαλίσει την ποιότητα υπηρεσίας που πρέπει να παρασχεθεί σε αυτή.



## Αναφορές

- [1] R. Braden, et al., “Integrated Services in the Internet Architecture: an Overview”, RFC 1633, June 1994
- [2] S. Shenker, et al., “Specification of Guaranteed Quality of Service”, RFC 2212, September 1997
- [3] J. Wroclawski, “Specification of the Controlled-Load Network Element Service”, RFC 2211 September 1997
- [4] R. Braden, et al., “Resource ReSerVation Protocol (RSVP) – Version 1, Functional Specification”, RFC 2205, September 1997
- [5] J. Wroclawski, “The Use of RSVP with IETF Integrated Services”, RFC 2210, September 1997
- [6] S. Blake, et al., “An Architecture for Differentiated Services”, RFC 2475, December 1998
- [7] K. Nichols, et al., “Definition of the Differentiated Services Field (DS Field) in the Ipv4 and Ipv6 Headers”, RFC 2474, December 1998
- [8] K. Nichols, et al., “A Two-bit Differentiated Services Architecture for the Internet”, Internet Draft <draft-nichols-diff-svc-arch-02.txt>, April 1999
- [9] J. Heinanen, et al., “Assured Forwarding PHB Group”, RFC 2597, June 1999
- [10] E. C. Rosen, et al., “Multiprotocol Label Switching Architecture”, Internet Draft <draft-ietf-mpls-arch-07.txt>, July 2000
- [11] R. Callon, et al., “A Framework for Multiprotocol Label Switching”, Internet Draft <draft-ietf-mpls-framework-05.txt>, September 1999
- [12] D. Clark, et al., “An Approach to Service Allocation in the Internet”, Internet Draft <draft-different-svc-alloc-00.txt>, July 1997
- [13] D. O. Awduche, et al., “Extensions to RSVP for LSP Tunnels”, Internet Draft <draft-ietf-mpls-rsvp-lsp-tunnel-07.txt>, August 2000

- [14] Y. Rekhter, et al., “Carrying Label Information in BGP-4”, Internet Draft <draft-ietf-mpls-bgp4-mpls-04.txt>, January 2000
- [15] L. Andersson, et al., “LDP Specification”, Internet Draft <draft-ietf-mpls-ldp-1.txt>, August 2000
- [16] B. Jamoussi, et al., “Constraint-Based LSP Setup using LDP”, Internet Draft <draft-ietf-mpls-cr-ldp-04.txt>, July 2000
- [17] J. Ash, et al., “LSP Modification Using CR-LDP”, Internet Draft <draft-ietf-mpls-crlsp-modify-01.txt>, February 2000
- [18] F. Faucheur, et al., “MPLS Support of Differentiated Services”, Internet Draft <draft-ietf-mpls-diff-ext-07.txt>, August 2000
- [19] J. Heinanen, et al., “Differentiated Services in MPLS Networks”, Internet Draft <draft-heinanen-diffserv-mpls-00.txt>, June 1999
- [20] B. Davie, et al., “Use of Label Switching With RSVP”, Internet Draft <draft-ietf-mpls-rsvp-00.txt>, March 1998
- [21] B. Davie, et al., “MPLS using ATM VC Switching”, Internet Draft <draft-ietf-mpls-atm-04.txt>, June 2000
- [22] N. Feldman, et al., “MPLS using ATM VP Switching”, Internet Draft <draft-feldman-mpls-atmvp-00.txt>, February 1999
- [23] A. Conta, et al., “Use of Label Switching on Frame Relay Networks Specification”, Internet Draft <draft-ietf-mpls-fr-06.txt>, June 2000
- [24] F. Kelly, “Routing in Circuit-Switched Networks: Optimization, Shadow Prices and Decentralization”, Adv. Appl. Prob. 20, pages 112-144, 1988
- [25] P. Georgatsos and D Griffin, “A General Framework for Routing Management in Multi-Service ATM Networks”, 5<sup>th</sup> IFIP/IEEE International Symposium on Integrated Network, pages 343-354, 1997
- [26] L. Georgiadis, G. Gikas, M. Chatzaki, and S. Sartzetakis., “Cost-effective VPC network design”, DRCN’98, Brugde, Belgium, March 1998
- [27] R. Guerin, et al., “QoS Routing Mechanisms and OSPF Extensions”, Internet Draft <draft-guerin-qos-routing-ospf-03.txt>, April 1997

- [28] JAVA™ Technology <http://java.sun.com/>
- [29] S. Vinoski, “Integrating Diverse Applications Within Distributed Heterogeneous Environments,” IEEE Communications Magazine, February 1997
- [30] J. Case, et al. “Simple Network Management Protocol (SNMP)”, RFC 1157, May 1990
- [31] Cisco Systems, “Using the Command Line Interface”  
[http://www.cisco.com/univercd/cc/td/doc/product/software/ios113ed/113ed\\_cr/fun\\_c/fcprt1/fcui.htm](http://www.cisco.com/univercd/cc/td/doc/product/software/ios113ed/113ed_cr/fun_c/fcprt1/fcui.htm)
- [32] Cisco Systems, “Classification Overview”  
[http://www.cisco.com/univercd/cc/td/doc/product/software/ios121/121cgcr/qos\\_c/qcprt1/qcdclass.htm](http://www.cisco.com/univercd/cc/td/doc/product/software/ios121/121cgcr/qos_c/qcprt1/qcdclass.htm)
- [33] Cisco Systems, “Configuring Committed Access Rate”  
[http://www.cisco.com/univercd/cc/td/doc/product/software/ios121/121cgcr/qos\\_c/qcprt1/qcdcar.htm](http://www.cisco.com/univercd/cc/td/doc/product/software/ios121/121cgcr/qos_c/qcprt1/qcdcar.htm)
- [34] Cisco Systems, “Access Control Lists: Overview and Guidelines”  
[http://www.cisco.com/univercd/cc/td/doc/product/software/ios121/121cgcr/secur\\_c/scprt3/sedacls.htm](http://www.cisco.com/univercd/cc/td/doc/product/software/ios121/121cgcr/secur_c/scprt3/sedacls.htm)
- [35] Cisco Systems, “Congestion Management Overview”  
[http://www.cisco.com/univercd/cc/td/doc/product/software/ios121/121cgcr/qos\\_c/qcprt2/qcdconmg.htm](http://www.cisco.com/univercd/cc/td/doc/product/software/ios121/121cgcr/qos_c/qcprt2/qcdconmg.htm)
- [36] Cisco Systems, “Configuring Class-Based Weighted Fair Queueing”  
<http://www.cisco.com/univercd/cc/td/doc/product/software/ios120/120newft/120t/120t5/cbwfq.htm>
- [37] Papaioannou A., “Design and Implementation of an Architecture for Efficient SLA Selection and Provision in DiffServ Networks”, Master of Science Thesis, November 2000
- [38] Papadakis N., “Resource Allocation in Multiservice MPLS”, Master of Science Thesis, June 1999