



**ΕΘΝΙΚΟ ΚΑΙ ΚΑΠΟΔΙΣΤΡΙΑΚΟ ΠΑΝΕΠΙΣΤΗΜΙΟ ΑΘΗΝΩΝ**

**ΣΧΟΛΗ ΘΕΤΙΚΩΝ ΕΠΙΣΤΗΜΩΝ**

**ΤΜΗΜΑ ΠΛΗΡΟΦΟΡΙΚΗΣ ΚΑΙ ΤΗΛΕΠΙΚΟΙΝΩΝΙΩΝ**

**ΠΤΥΧΙΑΚΗ ΕΡΓΑΣΙΑ**

**Ολοκληρωμένο πλαίσιο προδραστικής εκχώρησης  
πόρων σε ασύρματα κυψελωτά δίκτυα**

**Ελένη Α. Νικολάκη**

**Επιβλέπων: Ευστάθιος Χατζηευθυμιάδης, Επίκουρος Καθηγητής ΕΚΠΑ**

**ΑΘΗΝΑ**

**ΔΕΚΕΜΒΡΙΟΣ 2005**

## **ΠΤΥΧΙΑΚΗ ΕΡΓΑΣΙΑ**

Ολοκληρωμένο πλαίσιο προδραστικής εκχώρησης πόρων  
σε ασύρματα κυψελωτά δίκτυα

**Ελένη Α. Νικολάκη**

A.M.:1115200100065

### **ΕΠΙΒΛΕΠΟΝΤΕΣ:**

**Ευστάθιος Χατζηευθυμιάδης**, Επίκουρος Καθηγητής ΕΚΠΑ  
**Γεώργιος Αλυφαντής**, Υποψήφιος Διδάκτορας ΕΚΠΑ

## ΠΕΡΙΛΗΨΗ

Σε αυτή την πτυχιακή εργασία μελετούμε την διαχείριση πόρων σε ασύρματα κυβελωτά δίκτυα και παρουσιάζουμε ένα ολοκληρωμένο πλαίσιο εκχώρησης εύρους ζώνης. Το προτεινόμενο πλαίσιο εφαρμόζεται ανά σταθμό βάσης. Κάθε σταθμός βάσης εκτός από τις δικές του συνόδους εφαρμογών λαμβάνει υπ'όψιν και τις συνόδους εφαρμογών που είναι πιθανόν να μεταπεμφθούν από τις γειτονικές κυψέλες. Οι εφαρμογές θεωρούνται ελαστικές όσον αφορά τις απαιτήσεις τους σε εύρος ζώνης και η αντιμετώπιση του προβλήματος γίνεται από μία παιγνιοθεωρητική σκοπιά όπου οι σύνοδοι των εφαρμογών παίζουν το ρόλο των παικτών. Για να επιτύχουμε ένα δίκαιο και αποτελεσματικό διαμοιρασμό θεωρούμε ότι το παιγνίδι είναι συνεργατικό και εφαρμόζουμε τη Nash Bargaining λύση. Δίνουμε αναλυτική περιγραφή του προτεινόμενου πλαισίου και τη μαθηματική μοντελοποίηση της βέλτιστης λύσης. Στη συνέχεια παρέχουμε έναν αλγόριθμο υπολογισμού της βέλτιστης λύσης και προσομοιώνουμε το προτεινόμενο πλαίσιο. Τέλος, παρουσιάζουμε τα αποτελέσματα της προσομοίωσης.

ΘΕΜΑΤΙΚΗ ΠΕΡΙΟΧΗ: Δίκτυα Επικοινωνιών

ΛΕΞΕΙΣ ΚΛΕΙΔΙΑ: Θεωρία Παιγνίων, συνεργατικό παιγνίδι, εύρος ζώνης, σταθμός βάσης, μεταπομπή, εφαρμογές χρηστών

## **ABSTRACT**

In this thesis an integrated framework for bandwidth allocation in mobile cellular networks is proposed. Allocation of bandwidth is performed on a per base station basis. Each base station, apart from its own sessions, considers also sessions that are likely to be handed over from neighboring cells. We consider bandwidth-elastic user applications. We model this problem as a game, where application sessions are seen as players. In order to achieve fair and efficient solutions, we consider that these players are cooperative, and we employ the concept of the Nash bargaining solution. We give a description of the proposed framework and present a mathematical formulation of the optimal solution. Furthermore, we provide an algorithm for the determination of the optimal bandwidth allocation point. Finally, we evaluate the efficiency of the proposed scheme through simulations.

**SUBJECT AREA:** Communication Networks

**KEYWORDS:** Game Theory, cooperative games, base station, application session, bandwidth, handover, Nash Bargaining Solution

## **ΑΦΙΕΡΩΣΕΙΣ**

*Στους γονείς μου*

## **ΕΥΧΑΡΙΣΤΙΕΣ**

Θα ήθελα να ευχαριστήσω τον επιβλέποντα της εργασίας, Επίκουρο Καθηγητή Ευστάθιο Χατζηευθυμιάδη, μέλος του Εργαστηρίου Δικτύων Επικοινωνιών (CNL - Communication Networks Laboratory), του Τμήματος Πληροφορικής και Τηλεπικοινωνιών για τη δυνατότητα που μου έδωσε προκειμένου να ασχοληθώ με το συγκεκριμένο θέμα όπως επίσης για την ανοχή και υπομονή που έδειξε, καθ' όλη τη διάρκεια της. Επίσης ευχαριστώ και τον Ερευνητή υποψήφιο Διδάκτορα Αλυφαντή Γεώργιο του οποίου η συμβολή ήταν καθοριστική για την ολοκλήρωση της εργασίας.

## **ΠΕΡΙΕΧΟΜΕΝΑ**

<b>ΠΡΟΛΟΓΟΣ</b>	<b>9</b>
<b>ΚΕΦΑΛΑΙΟ 1</b>	
<b>ΕΙΣΑΓΩΓΗ</b>	<b>10</b>
<b>ΚΕΦΑΛΑΙΟ 2</b>	
<b>ΠΡΟΗΓΟΥΜΕΝΕΣ ΣΧΕΤΙΚΕΣ ΕΡΓΑΣΙΕΣ</b>	<b>15</b>
<b>ΚΕΦΑΛΑΙΟ 3</b>	
<b>ΑΝΑΛΥΣΗ ΤΗΣ ΑΡΧΙΤΕΚΤΟΝΙΚΗΣ ΤΟΥ ΣΥΣΤΗΜΑΤΟΣ</b>	<b>19</b>
<b>3.1 Μοντέλο κινητικότητας των χρηστών</b>	<b>21</b>
<b>3.2 Μηχανισμός ελέγχου αποδοχής αιτήσεων</b>	<b>25</b>
<b>(Admission Control Mechanism)</b>	
<b>ΚΕΦΑΛΑΙΟ 4</b>	
<b>ΠΑΙΓΝΙΟΘΕΩΡΗΤΙΚΗ ΜΟΝΤΕΛΟΠΟΙΗΣΗ</b>	<b>30</b>
<b>ΚΕΦΑΛΑΙΟ 5</b>	
<b>ΑΠΟΤΕΛΕΣΜΑΤΙΚΗ ΚΑΙ ΔΙΚΑΙΗ ΔΙΑΧΕΙΡΙΣΗ ΤΟΥ ΕΥΡΟΥΣ ΖΩΝΗΣ</b>	<b>34</b>
<b>ΚΕΦΑΛΑΙΟ 6</b>	
<b>ΑΛΓΟΡΙΘΜΟΣ ΕΚΧΩΡΗΣΗΣ ΕΥΡΟΥΣ ΖΩΝΗΣ</b>	<b>37</b>
<b>6.1 Ορισμός του Δυϊκού Προβλήματος</b>	<b>37</b>
<b>6.2 Σύγκλιση του Dual-based επαναληπτικού αλγορίθμου</b>	<b>39</b>
<b>ΚΕΦΑΛΑΙΟ 7</b>	
<b>ΥΛΟΠΟΙΗΣΗ ΤΟΥ ΑΛΓΟΡΙΘΜΟΥ</b>	<b>42</b>
<b>ΚΕΦΑΛΑΙΟ 8</b>	
<b>ΠΡΟΣΟΜΟΙΩΣΗ ΤΟΥ ΠΡΟΤΕΙΝΟΜΕΝΟΥ ΣΧΗΜΑΤΟΣ</b>	<b>43</b>
<b>8.1 Μοντέλο κινητικότητας των χρηστών</b>	<b>46</b>

<b>ΚΕΦΑΛΑΙΟ 9</b>	
<b>ΑΠΟΤΕΛΕΣΜΑΤΑ ΠΡΟΣΟΜΟΙΩΣΗΣ</b>	<b>50</b>
<b>ΚΕΦΑΛΑΙΟ 10</b>	
<b>ΣΥΜΠΕΡΑΣΜΑΤΑ ΚΑΙ ΜΕΛΛΟΝΤΙΚΗ ΔΟΥΛΕΙΑ</b>	<b>59</b>
<b>ΒΙΒΛΙΟΓΡΑΦΙΑ</b>	<b>61</b>
<b>ΑΚΡΩΝΥΜΙΑ</b>	<b>64</b>



## ΠΡΟΛΟΓΟΣ

Αυτή η πτυχιακή εργασία εκπονήθηκε στα πλαίσια του προπτυχιακού προγράμματος σπουδών του Τμήματος Πληροφορικής και Τηλεπικοινωνιών του Πανεπιστημίου Αθηνών.

Στα πλαίσια αυτής γίνεται μια μελέτη στην εκχώρηση εύρους ζώνης σε σύγχρονα κυψελωτά δίκτυα που αποτελούν, τα τελευταία χρόνια, μία περιοχή με μεγάλη ερευνητική δραστηριότητα όσον αφορά στην ασύρματη διαχείριση πόρων. Οι ιδιαιτερότητες αυτών των δικτύων καθιστούν τη μελέτη τους ξεχωριστή καθώς υπάρχει μία σειρά θεμάτων που θα πρέπει να μελετηθεί. Η εργασία χρησιμοποιεί ένα μαθηματικό πλαίσιο που παρέχει η Θεωρία Παιγνίων για την ανάλυση του προβλήματος και την εύρεση των κατάλληλων σημείων λειτουργίας του δικτύου. Στόχος του προτεινόμενου πλαισίου είναι η δίκαιη και αποδοτική διαχείριση του εύρους ζώνης σε κάθε κυψέλη και η ικανοποίηση των απαιτήσεων ποιότητας υπηρεσίας των χρηστών.

## ΚΕΦΑΛΑΙΟ 1

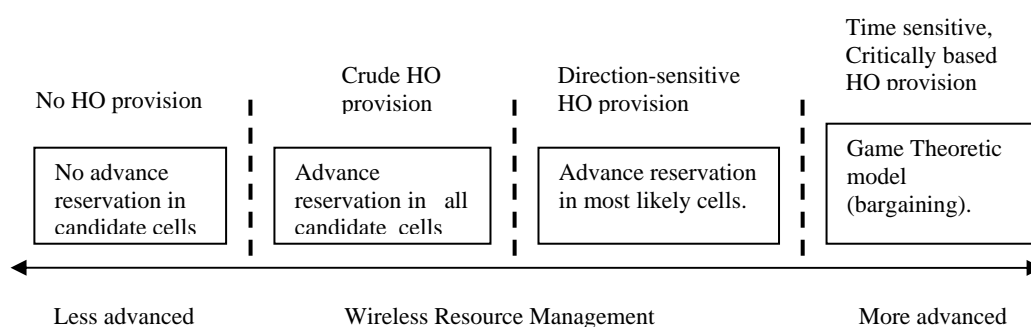
### ***ΕΙΣΑΓΩΓΗ***

Τα σύγχρονα κυψελωτά δίκτυα οδηγούν σε νέες προκλήσεις όσον αφορά την ασύρματη διαχείριση πόρων. Από την προσπάθεια εύρεσης ενός πλαισίου δίκαιης και αποδοτικής εκχώρησης πόρων στις διάφορες εφαρμογές προκύπτουν κάποια βασικά θέματα που θα πρέπει να μελετηθούν. Από τη μια πλευρά θα πρέπει να ληφθεί υπό όψιν η μεγάλη ποικιλία σε απαιτήσεις ποιότητας υπηρεσιών των διαφόρων χρηστών. Το διαθέσιμο εύρος ζώνης σε κάθε κυψέλη είναι περιορισμένο και θα πρέπει να μοιραστεί με δίκαιο και αποτελεσματικό τρόπο. Μία άλλη σημαντική παράμετρος είναι ο χειρισμός του φαινομένου της διακοπής κλήσης. Αυτό μπορεί να συμβεί όταν ένας χρηστής μετακινείται από μία κυψέλη σε μία άλλη αλλά η χωρητικότητα της νέας κυψέλης δεν επαρκεί ώστε να υποστηρίξει τις εφαρμογές του χρήστη και είναι γνωστό ως handover blocking, δηλαδή μπλοκάρισμα μεταπομπής. Σε αυτή την περίπτωση οι εφαρμογές που δεν μπορούν να συνεχιστούν στη νέα κυψέλη αναγκάζονται σε τερματισμό. Η αποτυχία του δικτύου να χειριστεί τέτοιες περιπτώσεις θεωρείται σημαντικό πρόβλημα, πολύ πιο σημαντικό από την περίπτωση τερματισμού μιας νέας κλήσης που εκκινείται εντός της κυψέλης και δεν μπορεί να εξυπηρετηθεί. [4] Έτσι, στα κυψελωτά δίκτυα η προδραστική εκχώρηση εύρους ζώνης είναι απαραίτητη και θα πρέπει να αναπτυχθεί προσεκτικά ώστε να ενσωματωθεί στο γενικό πλαίσιο διαχείρισης πόρων.

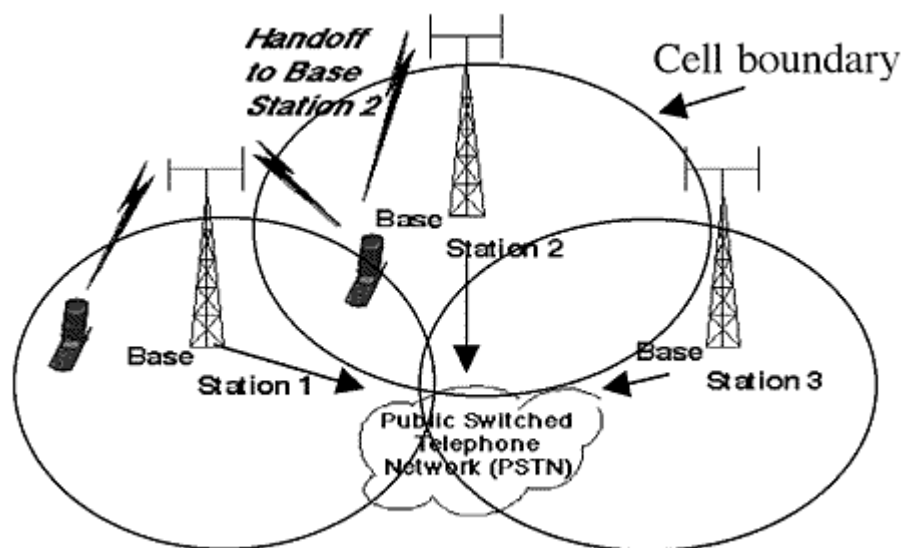
Το φαινόμενο της μεταπομπής είναι ένα σημαντικό θέμα στα ασύρματα κυψελωτά δίκτυα και αποτελεί το κυρίαρχο ερευνητικό πεδίο κατά το σχεδιασμό αλγορίθμων διαχείρισης πόρων. Ο βασικός στόχος των τεχνικών δικτύων είναι η εξάλειψη των προβλημάτων που προκύπτουν από τη διακοπή στη φυσική συνδεσιμότητα και παροχή υπηρεσιών. Τελευταία, έχουν αναπτυχθεί και υιοθετηθεί διάφορα πλαίσια προδραστικής διαχείρισης πόρων που περιλαμβάνουν πρόβλεψη της κίνησης των τερματικών. Στους πόρους του δικτύου συγκαταλέγονται το εύρος ζώνης, τα MAC πλαίσια, αρχεία και πακέτα. Οι μηχανισμοί παροχής υπηρεσιών του δικτύου θα πρέπει να δρουν πριν γίνει η

αναμενόμενη μεταπομπή φροντίζοντας να δεσμεύουν το απαραίτητο εύρος ζώνης ή MAC πλαίσια και μετακινώντας αρχεία ή πακέτα προς στην κυψέλη που είναι η καλύτερη υποψήφια της τρέχουσας κυψέλης, δηλαδή αυτή η κυψέλη από τους γείτονες της τρέχουσας κυψέλης στην οποία είναι πιο πιθανό να μεταβεί το κινητό τερματικό. Ως αποτέλεσμα των παραπάνω, όταν λάβει χώρα η μεταπομπή, το κινητό τερματικό δεν θα προσπαθήσει να διαπραγματευτεί με το σταθμό βάσης της νέας κυψέλης για να έχει πρόσβαση σε κάποιος από τους πεπερασμένους πόρους που διαθέτει αλλά απολαμβάνει το διακανονισμό που έχει ήδη γίνει εκ μέρους του.

Τα πιο αποδοτικά πλαίσια προδραστικής εκχώρησης πόρων χρησιμοποιούν αλγορίθμους πρόβλεψης θέσης (PPAs–path prediction algorithms) για να εντοπίσουν τη γειτονική κυψέλη στην οποία είναι πιο πιθανό να μεταβεί το τερματικό. Η λειτουργικότητα και η απόδοση των μηχανισμών αυτών μπορεί να βελτιωθεί περαιτέρω με την ανάπτυξη και επεξεργασία πιο πολύπλοκων πλαισίων προδέσμευσης πόρων που θα λαμβάνουν υπ’όψιν την κρισιμότητα μιας κράτησης, τη διαφορετική προτεραιότητα των εφαρμογών και τον καλύτερο συγχρονισμό των μηχανισμών διαχείρισης πόρων σε σχέση με το μοντέλο κινητικότητας των χρηστών.



Εικόνα 1. Ταξινόμηση των πλαισίων διαχείρισης πόρων στα ασύρματα δίκτυα.



Εικόνα 2: Ένα σύγχρονο ασύρματο κυψελωτό δίκτυο.

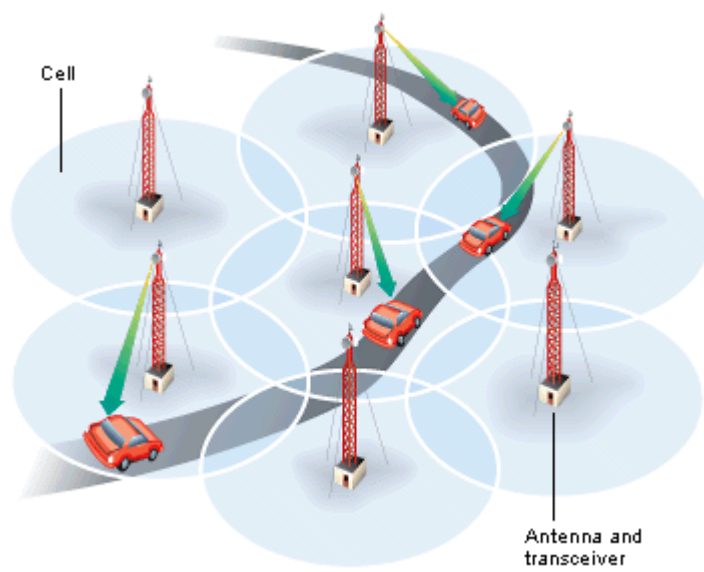
Ο στόχος κατά το σχεδιασμό των μηχανισμών διαχείρισης πόρων του δικτύου θα πρέπει να είναι η βέλτιστη χρησιμοποίηση των πόρων του δικτύου σε συνδυασμό με ένα ικανοποιητικό επίπεδο απόδοσης για κάθε χρήστη ξεχωριστά. Στο επερχόμενο ολοκληρωμένο δικτυακό περιβάλλον οι χρήστες είναι διαφορετικοί όσον αφορά στις απαιτήσεις τους σε υπηρεσίες. Σε περίπτωση που επιθυμούμε να ελέγξουμε την κίνηση σε ένα δίκτυο μεταγωγής πακέτου ως μέτρο της απόδοσης του μπορούμε να χρησιμοποιήσουμε την καθυστέρηση (delay) ή τη ρυθμαπόδοση (throughput). Ωστόσο, σε δίκτυα συνδεσμο-κεντρικά (connection-oriented) οι πιθανότητες τερματισμού μιας νέας κλήσης ή μιας αναμενόμενης κλήσης θα πρέπει να χρησιμοποιηθούν. Στο παρόν πλαίσιο θεωρούμε μετρικές που αφορούν στον τερματισμό κλήσεων/εφαρμογών.

Η Θεωρία Παιγνίων μας παρέχει τη δυνατότητα ανάλυσης ενός τέτοιου προβλήματος. Το πλεονέκτημα σε αυτή την περίπτωση είναι ότι μας εφοδιάζει με ένα ακριβές μαθηματικό πλαίσιο. Έτσι μπορούμε να επικεντρώσουμε την προσοχή μας στο πολύ σημαντικό θέμα της δίκαιης κατανομής των πόρων του συστήματος και των κατάλληλων σημείων λειτουργίας του δικτύου.

Τα παιχνίδια που εξετάζει η Θεωρία Παιγνίων χωρίζονται σε δύο βασικές και διαφορετικές μεταξύ τους κατηγορίες. Τα συνεργατικά (cooperative) και τα μη συνεργατικά (non cooperative) παιχνίδια. Στην περίπτωση ενός μη συνεργατικού παιχνιδιού κάθε χρήστης προσπαθεί να επιτύχει τέτοια λειτουργικότητα ώστε να μεγιστοποιείται η δική του απόδοση χωρίς να ενδιαφέρεται για την απόδοση των άλλων χρηστών. Αν όλοι οι χρήστες του δικτύου ακολουθήσουν μία τέτοια λογική τότε το δίκτυο θα βρεθεί σε ένα σημείο λειτουργίας που είναι γνωστό στη Θεωρία Παιγνίων ως κατάσταση ισορροπίας κατά Nash (Nash equilibrium point). Εν τούτοις, αν αφήσουμε τους παίκτες να παίξουν ένα συνεργατικό παιχνίδι η απόδοση κάθε χρήστη μπορεί να είναι καλύτερη από αυτή που θα επιτευχθεί με το σημείο ισορροπίας του αντίστοιχου μη-συνεργατικού παιχνιδιού. Αυτό οφείλεται στο γεγονός ότι το σημείο ισορροπίας κατά Nash (Nash equilibrium point) είναι συνήθως μη αποτελεσματικό κατά Pareto. Έτσι ξεκινάμε το σχεδιασμό του μηχανισμού διαχείρισης πόρων έχοντας ως βάση ένα συνεργατικό πλαίσιο για να εξετάσουμε το σημαντικό θέμα της δικαιοσύνης κατά το διαμοιρασμό.

Έχει αποδειχθεί ότι υπάρχουν περιπτώσεις όπου η απόδοση του δικτύου μεγιστοποιείται αλλά το δίκτυο αρνείται την παροχή υπηρεσίας σε κάποιους χρήστες ή ομάδες χρηστών. Η έννοια της δικαιοσύνης είναι δύσκολο βέβαια να οριστεί και να ποσοτικοποιηθεί αλλά σίγουρα μία τέτοια κατάσταση δεν είναι επιθυμητή και θα πρέπει ένα δίκαιο πλαίσιο να την αποτρέπει. Στη γενική περίπτωση ως δίκαιη μπορεί να θεωρηθεί μία κατάσταση όπου το δίκτυο δεν αρνείται την πρόσβαση σε κανένα χρήστη και αν δύο χρήστες έχουν ακριβώς τις ίδιες απαιτήσεις ποιότητας υπηρεσίας θα πρέπει να επιτυγχάνουν την ίδια απόδοση.

Στο πλαίσιο που αναπτύσσεται παρακάτω γίνεται προσπάθεια ώστε να επιτευχθεί βέλτιστη και δίκαιη εκχώρηση πόρων στο δίκτυο. Θεωρούμε ότι οι εφαρμογές των χρηστών είναι ελαστικές δηλαδή δεν απαιτούν ένα αυστηρά καθορισμένο εύρος ζώνης για να λειτουργήσουν. Μοντελοποιούμε το πρόβλημα σαν ένα παιχνίδι όπου το ρόλο των παιχτών έχουν οι εφαρμογές. Για να επιτύχουμε μία βέλτιστη και δίκαιη λύση θεωρούμε ότι οι παίκτες συνεργάζονται μεταξύ τους και εφαρμόζουμε τη «Nash bargaining solution» που αφορά σε συνεργατικά παιχνίδια.



Εικόνα 3: Ένα κυψελωτό τηλεφωνικό δίκτυο.

## ΚΕΦΑΛΑΙΟ 2

### **ΠΡΟΗΓΟΥΜΕΝΕΣ ΣΧΕΤΙΚΕΣ ΕΡΓΑΣΙΕΣ**

Αρχικά οι ερευνητές δεν έκαναν καμία διάκριση ανάμεσα στην πιθανότητα διακοπής μίας κλήσης λόγω μεταπομπής και μίας νέας κλήσης. Ωστόσο, η ανάλυση στο [3] έδειξε ότι η υπόθεση αυτή δεν ήταν σωστή. Αυτές οι δύο πιθανότητες όχι μόνο θεωρούνται διαφορετικές αλλά ο τερματισμός κατά τη μεταπομπή είναι η βασικότερη αιτία διακοπής κλήσης και δυσαρέσκειας του χρήστη στα ασύρματα δίκτυα. Έχει υπογραμμιστεί ότι οι κλήσεις μεταπομπής από τις γειτονικές κυψέλες θα πρέπει να θεωρούνται μεγαλύτερης προτεραιότητας από τις νέες κλήσεις και θα πρέπει να αντιμετωπίζονται με προσοχή. Μία προσέγγιση του θέματος που έχει ευρέως μελετηθεί αφορά σε κανάλια ασφαλείας.(και εύρος ζώνης ασφαλείας γενικά) Τα κανάλια ασφαλείας φυλάσσονται ειδικά από το σύστημα αποκλειστικά για τις επερχόμενες μεταπομπές. Αυτό το εύρος ζώνης δεν μπορεί να εκχωρηθεί στις νέες κλήσεις.

Μία μεγάλη ποικιλία αλγορίθμων για τη διαχείριση των καναλιών ασφαλείας έχει προταθεί για αυτά τα περιβάλλοντα. Οι Y.Zhang και D.Liu προτείνουν ένα απλό προσαρμόσιμο αλγόριθμο ελέγχου αποδοχής κλήσεων για χρήση σε ασύρματα δίκτυα.

Στον αλγόριθμο αυτό ο αριθμός των καναλιών ασφαλείας δεν είναι σταθερός σε κάθε σταθμό βάσης αλλά αυξάνεται ή μειώνεται ανάλογα με την πιθανότητα διακοπής κλήσης κατά τη μεταπομπή. Το σύστημα κρατά στοιχεία για την κίνηση στην κυψέλη τα οποία ανανεώνει μετά από συγκεκριμένο χρονικό διάστημα και με βάση αυτά τα στοιχεία υπολογίζονται οι αντίστοιχες πιθανότητες. Η ιδέα είναι ότι το σύστημα θα πρέπει να εντοπίζει τις ανάγκες για εξυπηρέτηση κλήσεων μεταπομπής και να αυξάνει τον αριθμό των καναλιών ασφαλείας. Αν όμως παρατηρεί ότι μία συγκεκριμένη περίοδο ο αριθμός των καναλιών ασφαλείας επαρκεί ώστε να εξυπηρετεί ικανοποιητικά τις μεταπομπές να προβαίνει σε μείωση του αριθμού των καναλιών ασφαλείας. Το κριτήριο για τη μείωση του αριθμού των καναλιών ασφαλείας είναι ο υπολογισμός της πιθανότητας διακοπής κλήσης κατά τη μεταπομπή και ο έλεγχος της τιμής αυτής σε σχέση με ένα

προκαθορισμένο όριο. Με τη διαρκή αυτή προσαρμογή του αριθμού των καναλιών ασφαλείας το εύρος ζώνης που απομένει για τις νέες κλήσεις αυξάνεται και οι πόροι του συστήματος δεν μένουν ανεκμετάλλευτοι. Στα [5] και [6] παρουσιάζονται άλλα σχήματα για δυναμική εκχώρηση των πόρων του δικτύου. Στο [7] ο D. Levine προτείνει την ιδέα του shadow cluster. Το shadow cluster είναι ένα σύνολο από σταθμούς βάσης με τους οποίους πιθανόν να επικοινωνήσει το τερματικό στο κοντινό μέλλον. Το σχήμα που περιγράφει χωρίζει το χρόνο σε ίσα διαστήματα και υπολογίζει την πιθανότητα το τερματικό να βρίσκεται σε μία κυψέλη εντός του shadow cluster για καθένα από τα διαστήματα αυτά. Σε κάθε τέτοιο διάστημα οι σταθμοί βάσης ανταλλάσσουν πληροφορίες σχετικά με τις προβλεπόμενες μελλοντικές απαιτήσεις σε εύρος ζώνης έτσι ώστε να καθορίσουν και το βαθμό εξυπηρέτησης των νέων κλήσεων.

Στο [12] οι συγγραφείς αναλύουν ένα πλαίσιο όπου ορίζονται ο μέγιστος και ο ελάχιστος χρόνος που απομένουν για την άφιξη ενός τερματικού σε μία συγκεκριμένη κυψέλη για κάθε συνδυασμό κυψέλης-τερματικού. Οι χρόνοι αυτοί υπολογίζονται γεωμετρικά με βάση την τοπολογία του δικτύου. Η κράτηση που κάνει το τερματικό για δέσμευση πόρων παραμένει σε ισχύ μόνο για αυτό το χρονικό διάστημα που καθορίζεται από τους δύο παραπάνω χρόνους. Υπάρχουν βέβαια και πιο απλές μέθοδοι, όπως αυτές που παρουσιάζονται στα [8] και [9] όπου το σύστημα αναθέτει ένα σταθερό αριθμό από κανάλια ασφαλείας για τις αναμενόμενες εφαρμογές. Το πρόβλημα με αυτές τις μεθόδους είναι ότι είναι αποτελεσματικές μόνο στις περιπτώσεις που οι συνθήκες συμφόρησης στο δίκτυο παραμένουν σταθερές και έχουν την τάση να μην αξιοποιούν στο μέγιστο τις δυνατότητες του δικτύου.

Μεγάλη έρευνα έχει γίνει παράλληλα σχετικά με τους αλγόριθμους πρόβλεψης θέσης. Ο αλγόριθμος στο [10] βασίζεται σε ένα Mobile Motion Prediction σχήμα (MMP scheme) για την πρόβλεψη της μελλοντικής θέσης του κινητού χρήστη σε συνδυασμό και με το προηγούμενο ιστορικό της κίνησης του. Το MMP αποτελείται από ένα Regularity-Pattern Detection (RPD) και από ένα Motion Prediction (MPA) αλγόριθμο. Στο [11] ερευνάται η χρήση τεχνικών αναγνώρισης προτύπων και εκτεταμένων φίλτρων Kalman για τον υπολογισμό της μελλοντικής θέσης. Τα πρότυπα κίνησης των χρηστών αποθηκεύονται σε μία βάση δεδομένων και τροφοδοτούν έναν αλγόριθμο αναγνώρισης προτύπων για τον



υπολογισμό της κατεύθυνσης της κίνησης του τερματικού εντός της κυψέλης. Ο εκτιμητής Kalman χειρίζεται την τυχαιότητα στην κίνηση του χρήστη ακολουθώντας την τροχιά που διαγράφει εντός της κυψέλης. Τα δύο μοντέλα συνδυάζονται για την εξαγωγή μίας ημι-τυχαίας τροχιάς κίνησης. Στο [12] χρησιμοποιείται μία πρώτης τάξης τεχνική auto-regressive filtering για την πρόβλεψη της πιθανότερης επόμενης κυψέλης. Και εδώ η πρόβλεψη της κατεύθυνσης κίνησης βασίζεται στο ιστορικό του χρήστη.

Εκτός από τα παραπάνω τα δίκτυα μπορούν να χρησιμοποιήσουν ραδιομετρήσεις ή GPS position fixing για να προσδιορίσουν την τρέχουσα κατεύθυνση του τερματικού. Έτσι καθίσταται δυνατός κάθε χρονική στιγμή ο υπολογισμός της πιθανότητα επίσκεψης καθεμίας από τις γειτονικές κυψέλες.

Στο [13] το πρόβλημα ανίχνευσης της κίνησης προσεγγίζεται από ένα πληροφοριοθεωρητικό πλαίσιο. Για κάθε χρήστη δημιουργείται ένα αρχείο με τις διαδρομές του, το οποίο και ενημερώνεται. Αυτή η τεχνική στηρίζεται στον αλγόριθμο Lempen-Ziv. Στο [1] ακολουθούνται τεχνικές της τεχνητής νοημοσύνης.

Συγκεκριμένα χρησιμοποιείται ένα μαθησιακό αυτόματο. Διατηρείται ένας πίνακας μετάβασης καταστάσεων που περιλαμβάνει πιθανότητες μετάβασης ενός βήματος και ακολουθεί ένα γραμμικό Reward-Penalty σχήμα. ( $L_{R-P}$ ) Αν η πρόβλεψη του αυτόματου είναι η σωστή λαμβάνεται μία θετική ανατροφοδότηση από το περιβάλλον και η πιθανότητα της αντίστοιχης μετάβασης ανταμείβεται(αυξάνεται). Οι υπόλοιπες πιθανότητες μειώνονται ανάλογα. Αν η εκτίμηση του αυτόματου αποδειχθεί λανθασμένη τότε ακολουθείται μία αντίστροφη διαδικασία.

Όσον αφορά τη διαχείριση των πόρων του συστήματος στο [15] παρουσιάζεται ένα παίγνιο-θεωρητικό πλαίσιο. Το πλαίσιο αυτό βασίζεται στην ιδέα της Nash Bargaining Solution από τα συνεργατικά παιχνίδια που παρέχει τους ρυθμούς των εφαρμογών των χρηστών που είναι Pareto αποτελεσματικοί από την πλευρά ολόκληρου του συστήματος αλλά και συμφωνεί με τα αξιώματα δικαιοσύνης της Θεωρίας Παιγνίων.

Αρχικά ο διαμοιρασμός των πόρων αντιμετωπίζεται σαν ένα κεντρικοποιημένο πρόβλημα αλλά μετά αποδεικνύεται ότι η διαδικασία μπορεί να λειτουργήσει σε κατανομημένο περιβάλλον ώστε η προσπάθεια των χρηστών να επιτύχουν

μέγιστη απόδοση προς όφελος τους να αποφέρει τελικά και για ολόκληρο το σύστημα τη βέλτιστη κατανομή εύρους ζώνης. Έπειτα προτείνεται ένας κατανεμημένος αλγόριθμος για την εφαρμογή βέλτιστης και δίκαιης εκχώρησης και παρέχονται οι συνθήκες σύγκλησης. Τέλος, παρουσιάζεται και ένα σχήμα χρέωσης των υπηρεσιών του δικτύου ανάλογα με τις απαιτήσεις του κάθε χρήστη αλλά και το ποσό που έχει τη δυνατότητα να πληρώσει. Η προσπάθεια που γίνεται με την προτεινόμενη πολιτική είναι να μην αδικείται κάποιος χρήστης αλλά και τα κέρδη του δικτύου να μεγιστοποιούνται.

### ΚΕΦΑΛΑΙΟ 3

## **ΑΝΑΛΥΣΗ ΤΗΣ ΑΡΧΙΤΕΚΤΟΝΙΚΗΣ ΤΟΥ ΣΥΣΤΗΜΑΤΟΣ**

Η αντιμετώπιση του προβλήματος της βέλτιστης διαχείρισης πόρων γίνεται από τη σκοπιά της Θεωρίας παιγνίων. Θεωρούμε τις εφαρμογές ως τους παίκτες του παιχνιδιού. Κάθε είδους εφαρμογή έχει ένα ελάχιστο και ένα μέγιστο ποσό πόρων που χρειάζεται για να λειτουργήσει. Αντί όμως να αφήσουμε τους παίκτες να συναγωνιστούν ανεξάρτητα για τους πόρους του δικτύου υποθέτουμε ένα συνεργατικό πλαίσιο όπου όλοι οι παίκτες εμπιστεύονται ένα διαιτητή(arbitrator) για να λύσει το πρόβλημα του διαμοιρασμού των πόρων. Τον ρόλο αυτό αναλαμβάνει ο σταθμός βάσης που βρίσκεται σε κάθε κυψέλη εκ μέρους του δικτύου και για να κατανείμει τους πόρους στις διάφορες εφαρμογές. Χρησιμοποιείται η «Nash Bargaining Solution» που είναι γνωστό ότι παρέχει δίκαιες και αποτελεσματικές λύσεις, κάτι που δεν είναι πάντα εφικτό στα μη συνεργατικά παιχνίδια.

Σε κάθε κινητό τερματικό υπάρχουν ενσωματωμένες δύο βασικές λειτουργίες. Η πρόβλεψη της επόμενης κυψέλης στην οποία θα βρεθεί το τερματικό καθώς αυτό κινείται στο δίκτυο και ένας μηχανισμός διαμόρφωσης και αποστολής αιτήσεων προς στην προβλεπόμενη επόμενη κυψέλη σχετικά με τις εφαρμογές και τις κλήσεις που βρίσκονται σε εξέλιξη στο κινητό τερματικό τη στιγμή υποβολής της αίτησης. Στην αίτηση περιλαμβάνεται ο τύπος της εφαρμογής με όλες τις πληροφορίες που τη συνοδεύουν όπως το ελάχιστο και το μέγιστο απαιτούμενο εύρος ζώνης για να λειτουργήσει, η κυψέλη στην οποία βρίσκεται κ.α. Το κινητό τερματικό επίσης μπορεί να κάνει λάθος κατά τον προσδιορισμό της επόμενης κυψέλης οπότε θα πρέπει να ενημερώνει την κυψέλη στην οποία έγινε λανθασμένη προδέσμευση πόρων.

Στο σταθμό βάσης της κάθε κυψέλης ένας μηχανισμός ελέγχου αποδοχής αποφασίζει για την ικανοποίηση των αιτήσεων που γίνονται από τις διάφορες εφαρμογές. Ο μηχανισμός αυτός χειρίζεται όλων των ειδών τις αιτήσεις, είτε είναι αιτήσεις για νέες εφαρμογές ή αιτήσεις προδέσμευσης πόρων. Παράλληλα υπάρχει ένας μηχανισμός διαμοιρασμού εύρους ζώνης που εκτελεί κάποιο αλγόριθμο και με βάση τα αποτελέσματα του αλγορίθμου αποφασίζει για το

ακριβές ποσό εύρους ζώνης που θα διατεθεί στην κάθε εφαρμογή. Αφού κάνει τους απαιτούμενους υπολογισμούς ενημερώνει τα τερματικά ότι τα νέα ποσά πόρων που έχουν οι ενεργές εφαρμογές της κυψέλης είναι αυτά που υπολογίστηκαν. Ο σταθμός βάσης γενικά διατηρεί στοιχεία για όλες τις εφαρμογές που είναι ενεργές καθώς και για τις αναμενόμενες και φροντίζει να ενημερώνει τα στοιχεία αυτά όποτε είναι απαραίτητο λόγω κάποιου συμβάντος (event) στο δίκτυο.

### 3.1 Μοντέλο κινητικότητας των χρηστών

Κάθε κινητό τερματικό  $T$  χρονικές μονάδες μετά την είσοδό του σε μία κυψέλη χρησιμοποιεί έναν αλγόριθμο πρόβλεψης θέσης (PPA – Path Prediction Algorithm) ώστε να μαντέψει την επόμενη κυψέλη που θα επισκεφθεί. Έχοντας αυτή την πληροφορία το τερματικό μπορεί να κάνει μία αίτηση για προ-δέσμευση των πόρων που χρειάζεται στην επόμενη κυψέλη ελαττώνοντας με αυτό τον τρόπο την πιθανότητα διακοπής των εφαρμογών του κατά τη μεταπομπή. Με την αίτηση αυτή το κινητό τερματικό ενημερώνει την κυψέλη στην οποία είναι πιο πιθανό να μεταβεί στην προσεχή μεταπομπή για τις εφαρμογές που τρέχει τη δεδομένη στιγμή και για τις απαιτήσεις αυτών σε εύρος ζώνης. Στη συνέχεια το τερματικό θα κάνει την αίτηση για προδέσμευση πόρων στην προβλεπόμενη κυψέλη. (όχι αναγκαστικά σε αυτή στην οποία τελικά θα μεταβεί).

Όπως προαναφέρθηκε κάθε κινητό τερματικό κάνει αίτηση για προ-δέσμευση πόρων στην κυψέλη που είναι πιο πιθανό να εισέλθει μετά την τρέχουσα κυψέλη. Η αίτηση αυτή γίνεται  $T_k$  χρονικές μονάδες μετά τη τελευταία μεταπομπή. Το  $T_k$  δεν είναι σταθερό μέγεθος αλλά εξαρτάται από την εκτίμηση που κάνει το κινητό τερματικό για το χρόνο που θα παραμείνει στην συγκεκριμένη κυψέλη. (CRT-Cell Residence Time). Ο χρόνος που εκτιμάται ότι θα βρίσκεται στην κυψέλη προκύπτει από την εκτίμηση του καθώς και από το χρόνο παραμονής στην προηγούμενη κυψέλη ως εξής:

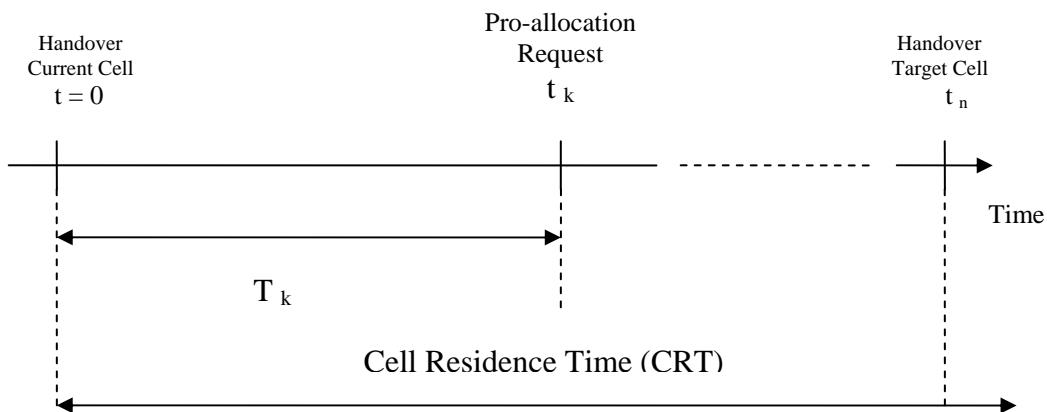
$$CRT_k = a \cdot CRT_k + (1 - a) \cdot \tau_k \quad (1)$$

όπου  $\tau_k$  είναι ο χρόνος παραμονής στην τελευταία κυψέλη και  $CRT_k$  η προηγούμενη εκτίμηση του χρόνου παραμονής από το κινητό τερματικό  $k$ . Στην πραγματικότητα ένα τερματικό ποτέ δεν γνωρίζει την ακριβή στιγμή που θα γίνει η μεταπομπή. Ο τύπος (1) είναι ένα χαμηλοπερατό φίλτρο. Η παράμετρος  $a$  του φίλτρου είναι ένας εξομαλυντικός παράγοντας και παίρνει τιμές στο κλειστό διάστημα  $[0, 1]$ . Όσο μεγαλύτερη τιμή έχει το  $a$ , τόσο πιο χαμηλοπερατό γίνεται το φίλτρο οπότε και απορροφά απότομες μεταβολές του  $\tau_k$ .

Η αίτηση θα γίνει από το τερματικό  $T_k$  χρονικές μονάδες μετά την είσοδο του στη νέα κυψέλη. Το  $T_k$  δίνεται από τη σχέση:

$$CRT_k = \beta \cdot CRT_k \quad (2)$$

όπου το  $\beta$  είναι μία παράμετρος του προβλήματος που παίρνει τιμές στο διάστημα  $(0, 1)$  και το  $CRT_k$  είναι ο εκτιμώμενος από το τερματικό χρόνος που θα γίνει η μεταπομπή. Η τιμή της παραμέτρου αυτής θα πρέπει να επιλεγεί προσεκτικά καθώς αν η αίτηση για προδέσμευση γίνει σχετικά νωρίς ( $\beta < 1/2$ ) η επόμενη κυψέλη μπορεί να μην έχει «προετοιμαστεί» επαρκώς δεδομένου ότι όταν τελικά γίνει η μεταπομπή οι απαιτήσεις σε πόρους του συγκεκριμένου client πιθανώς να έχουν αλλάξει σημαντικά. Βέβαια υπάρχει και η πιθανότητα να έχει «προετοιμαστεί» υπερβολικά, δηλαδή να φροντίσει να δεσμεύσει όλους τους απαραίτητους πόρους αλλά όταν γίνει τελικά η μεταπομπή το τερματικό να χρειάζεται λιγότερους γιατί πιθανώς κάποιες εφαρμογές που ήταν σε εξέλιξη τη στιγμή της αίτησης για προδέσμευση τελικά να τερμάτισαν πριν γίνει η μεταπομπή. Αν πάλι η αίτηση γίνει σχετικά αργά η κυψέλη υπάρχει πιθανότητα να μην διαθέτει τους απαιτούμενους πόρους καθώς θα τους έχουν δεσμεύσει άλλες εφαρμογές για τις οποίες τα αντίστοιχα τερματικά θα έχουν κάνει αίτηση πιο νωρίς. Όταν το  $\beta$  πλησιάζει τη μονάδα υπάρχει κίνδυνος να μην προλάβει το κινητό να κάνει αίτηση για προδέσμευση αφού πιθανώς η μετάβαση στη νέα κυψέλη να γίνει νωρίτερα.



Θα μπορούσε κανείς βέβαια να αναπτύξει και ένα πιο πολύπλοκο πλαίσιο όπου κατά τη διάρκεια παραμονής σε μία κυψέλη το κινητό τερματικό να κάνει περισσότερες από μία αιτήσεις για προδέσμευση πόρων. Έτσι η κυψέλη θα έχει

μία πιο ολοκληρωμένη εικόνα των αναμενόμενων εφαρμογών του κάθε χρήστη αφού θα ενημερώνεται εγκαίρως για τις εφαρμογές που θα κληθεί αργότερα να εξυπηρετήσει δεσμεύοντας κατάλληλη χωρητικότητα και δίνοντας προτεραιότητα σε αυτού του είδους τις εφαρμογές.

Μία λύση είναι να γίνονται δύο αιτήσεις από το τερματικό. Η πρώτη να γίνεται λίγο χρονικό διάστημα μετά από την είσοδο του στην κυψέλη. Η δεύτερη αίτηση που θα γίνεται λίγο πριν η μεταπομπή θα έχει στόχο να ενημερωθεί η κυψέλη για αλλαγές που έχουν εν τω μεταξύ επέλθει στην κατάσταση των ενεργών εφαρμογών του χρήστη και έτσι να αποδεσμεύει πόρους που έχουν κρατηθεί άδικα ή και να δεσμεύει νέους αν υπάρχει ανάγκη.

Σε κάθε περίπτωση πάντως είναι καλό να εξαρτάται ο χρόνος που θα γίνει η αίτηση από τον προβλεπόμενο χρόνο παραμονής του τερματικού στην κυψέλη διότι η προτεραιότητα των κρατήσεων με τη γενικότερη έννοια είναι άμεσα συνδεδεμένη με τον προβλεπόμενο για τη μεταπομπή χρόνο. Αν μία κυψέλη περιμένει ένα τερματικό νωρίτερα από κάποιο άλλο είναι λογικό να εξυπηρετήσει πρώτα τη δική του αίτηση για προδέσμευση και μετά του άλλου. Κάτι τέτοιο δεν είναι εφικτό αν ο χρόνος που γίνεται το αίτημα προδέσμευσης είναι σταθερός όσον αφορά το CRT (π.χ αν θεωρήσουμε ένα πλαίσιο όπου η αίτηση γίνεται ακριβώς T δευτερόλεπτα μετά την είσοδο του τερματικού στην τρέχουσα κυψέλη, όπου T μία σταθερά).

Μία άλλη περίπτωση θα ήταν η αίτηση για προδέσμευση να γίνεται μόνο μία φορά από το τερματικό προς την επόμενη κυψέλη και από εκεί και πέρα για κάθε αλλαγή που συμβαίνει, όπως ο τερματισμός μίας εφαρμογής ή η εκκίνηση νέας το κινητό να ενημερώνει αμέσως την επόμενη κυψέλη. Βέβαια ένα τέτοιο πλαίσιο θα αύξανε σημαντικά το φόρτο του δικτύου και πιθανώς και την πιθανότητα τερματισμού νέας εφαρμογής δεδομένου ότι η κυψέλη θα απασχολούνταν κατά κύριο λόγο με την εξυπηρέτηση των αναμενόμενων εφαρμογών.

Στην πραγματικότητα οι εφαρμογές εκτός από τις διαφορετικές απαιτήσεις σε εύρος ζώνης έχουν και διαφορετικές απαιτήσεις σε χρόνους καθυστέρησης ενώ έχει και διαφορετικό αντίκτυπο ένας πιθανός τερματισμός τους. Εφαρμογές πραγματικού χρόνου όπως μία video διάσκεψη δεν ανέχονται τερματισμό ενώ π.χ η αίτηση για μία ιστοσελίδα του web αν δεν ικανοποιηθεί άμεσα είναι μικρό το

κόστος για το χρήστη. Εκτός από τα παραπάνω δεν πρέπει να παραβλέψουμε και το γεγονός ότι η μέση διάρκεια των εφαρμογών διαφέρει ανάλογα με τον τύπο της εφαρμογής. Διαφορετική διάρκεια κατά μέσο όρο έχουν για παράδειγμα μία εφαρμογή video και μία FTP εφαρμογή. Έτσι μία ακόμα ιδέα προς υλοποίηση είναι η ύπαρξη περισσότερων της μίας αιτήσεων προδέσμευσης κατά τη διάρκεια παραμονής στην κυψέλη που κάθε μία θα αφορά σε διαφορετικού τύπου εφαρμογές με διαφορετική προτεραιότητα και γενικά διαφορετικά χαρακτηριστικά.



### 3.2 Μηχανισμός ελέγχου αποδοχής αιτήσεων(Admission Control Mechanism)

Οι προδραστικές αιτήσεις εξετάζονται από το σύστημα σε ένα ενοποιημένο τρόπο μαζί με τις αιτήσεις για εκκίνηση νέων εφαρμογών. Προτείνουμε μία υλοποίηση 2 επιπέδων. Το πρώτο επίπεδο περιλαμβάνει ένα μηχανισμό ελέγχου αποδοχής που αποφασίζει για το αν μία αίτηση θα εξυπηρετηθεί από την κυψέλη. Στο δεύτερο επίπεδο ένας μηχανισμός εκχώρησης εύρους ζώνης υπολογίζει και εκχωρεί συγκεκριμένο εύρος ζώνης σε κάθε εφαρμογή που έχει περάσει επιτυχώς τον έλεγχο του πρώτου επιπέδου.

Όπως έχουμε προαναφέρει οι εφαρμογές των χρηστών στο δίκτυο χωρίζονται σε δύο κατηγορίες. Στην πρώτη κατηγορία έχουμε τις «νέες» εφαρμογές που ανήκουν στο σύνολο  $I = \{1, \dots, K\}$  και εκκινούνται από τερματικά που βρίσκονται εντός της τρέχουσας κυψέλης. Στη δεύτερη κατηγορία έχουμε τις «αναμενόμενες» εφαρμογές, που έχουν ξεκινήσει σε άλλη κυψέλη και είναι πιθανό να συνεχιστούν στην τρέχουσα κυψέλη όταν γίνει η μεταπομπή. Οι εφαρμογές αυτές ανήκουν στο σύνολο  $J = \{K+1, \dots, L\}$ . Ως απαιτούμενο πόρο των εφαρμογών από το δίκτυο θεωρούμε μόνο το εύρος ζώνης και κάθε εφαρμογή καταλαμβάνει εύρος ζώνης που κυμαίνεται στο διάστημα  $[m_i, M_i]$  όπου  $m_i$  και  $M_i$  είναι τα όρια που έχει θέσει ο χρήστης- κάθε φορά που το τερματικό κάνει αίτηση για μία εφαρμογή δηλώνει και τα δύο όρια στην κυψέλη.(τρέχουσα ή επόμενη). Ο μηχανισμός ελέγχου αποδοχής κλήσεων ελέγχει κατά πόσον η αίτηση αυτή μπορεί να εξυπηρετηθεί, δηλαδή αν το ελάχιστο εύρος ζώνης  $m_i$  που απαιτείται είναι διαθέσιμο στην κυψέλη. Αν υπάρχει, τότε η αίτηση γίνεται δεκτή και συμπεριλαμβάνεται είτε στο σύνολο  $I$  αν πρόκειται για νέα εφαρμογή ή στο σύνολο  $J$  αν είναι εφαρμογή που συνεχίζεται από άλλη κυψέλη. Βέβαια υπάρχει και η περίπτωση η αίτηση να μην τοποθετηθεί κατευθείαν στο παραπάνω σύνολο ( $J$ ) λόγω έλλειψης χωρητικότητας στην κυψέλη τη δεδομένη στιγμή ή και για άλλους λόγους.

Αν συμβολίσουμε με  $C_r$  τη χωρητικότητα της κυψέλης σε μονάδες εύρους ζώνης που έχει κρατηθεί τόσο για τις νέες εφαρμογές όσο και για τις αναμενόμενες, δηλαδή αυτές που συνεχίζονται από άλλη κυψέλη θα είναι:

$$C_r = \sum_{j \in I, J} m_j \quad (1)$$

Στην περίπτωση εκκίνησης μιας νέας εφαρμογής ο μηχανισμός ελέγχου αποδοχής επιτρέπει την πρόσβαση στην εφαρμογή μόνο αν  $m_i < C - C_r$  όπου  $C$  είναι η χωρητικότητα της κυψέλης. Διαφορετικά η κλήση τερματίζεται. Δηλαδή η κυψέλη στην περίπτωση αυτή απαντά με ένα ΝΑΙ ή με ένα ΟΧΙ. Ωστόσο, στην περίπτωση μιας «αναμενόμενης» εφαρμογής, αν δεν υπάρχει ελεύθερος χώρος δεν είναι ανάγκη η εφαρμογή να τερματιστεί εξαιτίας του προδραστικού χαρακτήρα αυτής της δέσμευσης. Έτσι για τις αναμενόμενες εφαρμογές δεν απαντά ποτέ ΟΧΙ. Αν υπάρχει ο ζητούμενος χώρος τον δεσμεύει ενώ αν δεν υπάρχει βάζει την εφαρμογή στην ουρά και όταν αδειάσει χώρος τότε εξυπηρετείται. Σε αυτή την περίπτωση δηλαδή προτείνεται η χρήση ενός μηχανισμού ουράς όπου τοποθετούνται οι εφαρμογές που δεν μπορούν να υποστηριχθούν άμεσα. Με τη χρήση της ουράς επιτυγχάνεται ένα απλό first-come-first-serve (FCFS) σχήμα. Τις εφαρμογές που μπήκαν πρώτες στην ουρά θα προσπαθήσει να εξυπηρετήσει πρώτα η κυψέλη αν αποδεσμευθεί κάποιος χώρος.

Ο μηχανισμός της ουράς λειτουργεί ως εξής: οι εφαρμογές περιμένουν στην ουρά και κάθε φορά που απελευθερώνεται κάποιος χώρος ο σταθμός βάσης στην κυψέλη υπολογίζει τη νέα χωρητικότητα με βάση τον τύπο:

$$C' = (C - C_r) \cdot \gamma \quad (2)$$

όπου  $0 < \gamma \leq 1$ .

Έπειτα με σειρά προτεραιότητας σαρώνει όλες τις εφαρμογές που βρίσκονται στην ουρά. Αν μία εφαρμογή χωράει στο  $C'$  τότε εξυπηρετείται (αφαιρείται από την ουρά και προστίθεται στο σύνολο  $J$ ) ενώ το  $C'$  μειώνεται αντίστοιχα. Η σάρωση της ουράς συνεχίζεται μέχρις ότου να μην μπορεί να χωρέσει άλλη εφαρμογή στο  $C'$ . Ουσιαστικά το  $\alpha$  είναι ένας παράγοντας που εκφράζει το βαθμό προτεραιότητας των νέων εφαρμογών σε σχέση με τις αναμενόμενες.

Αν  $\gamma < \frac{1}{2}$  η κυψέλη προτιμά να αφήνει κάποιο χώρο ελεύθερο για να χρησιμοποιηθεί από αιτήσεις που θα γίνουν αργότερα είτε για νέες εφαρμογές ή

για προδέσμευση πόρων από αναμενόμενες εφαρμογές. Αν  $\gamma > 1/2$  τότε η κυψέλη δίνει προτεραιότητα στις αναμενόμενες εφαρμογές γιατί μόνο αυτές τοποθετούνται σε αυτή την ουρά. Έτσι θεωρώντας ότι είναι πιο σημαντικό να διασφαλίσει τους απαιτούμενους πόρους για αυτές τις εφαρμογές φροντίζει ώστε να ελαχιστοποιήσει την πιθανότητα τερματισμού εφαρμογών κατά τη μεταπομπή. Αυτό έχει ως αποτέλεσμα να αυξάνεται το  $C_r$  αφού προστίθενται νέα στοιχεία στο σύνολο  $J$  αλλά και η πιθανότητα τερματισμού μιας νέας κλήσης. Αυτή η πολιτική φαίνεται πιο αποτελεσματική δεδομένου ότι ο βίαιος τερματισμός μιας εφαρμογής που βρίσκεται σε εξέλιξη είναι πιο ενοχλητικός για τον χρήστη από την αποτυχία εκκίνησης μιας νέας εφαρμογής. Υπάρχει όμως και η πιθανότητα οι κρατήσεις της κυψέλης να ακυρωθούν είτε γιατί η εφαρμογή για την οποία είχε γίνει προδέσμευση τερμάτισε πριν γίνει η μεταπομπή ή γιατί το τερματικό κινήθηκε προς μία άλλη κυψέλη και όχι προς αυτήν που είχε αρχικά προβλέψει. Η πληροφορία όμως αυτή θα δοθεί στην κυψέλη τη στιγμή της μεταπομπής και όχι νωρίτερα. Έτσι βλέπουμε ότι σε αυτή την περίπτωση η προσπάθεια εξυπηρέτησης από την κυψέλη όσο το δυνατόν περισσότερων αναμενόμενων εφαρμογών μπορεί να μην επιφέρει το προσδοκώμενο αποτέλεσμα.

Για την εύρυθμη λειτουργία του δικτύου προτείνεται ο μηχανισμός αποδοχής κλήσεων να διαθέτει 3 ουρές. Μία για τις ενεργές εφαρμογές, μία για τις αναμενόμενες εφαρμογές που έχουν περάσει επιτυχώς τον έλεγχο του μηχανισμού ελέγχου και μία για τις αναμενόμενες για τις οποίες δεν υπάρχει ο απαιτούμενος χώρος για προδέσμευση. Οι ουρές αυτές είναι αντίστοιχα οι  $A$ ,  $B$  και  $C$ . Εφαρμογές μπορούν να μεταφερθούν από την ουρά  $B$  στην  $A$  όταν γίνει η μεταπομπή και από την  $C$  στην  $B$  κατά την εφαρμογή του μηχανισμού ενημέρωσης ουράς. Οι εφαρμογές της ουράς  $A$  είναι μόνο ενεργές εφαρμογές και είναι οι εφαρμογές του συνόλου  $I$ . Οι εφαρμογές της ουράς  $B$  είναι μόνο αναμενόμενες και είναι οι εφαρμογές του συνόλου  $J$ . Όταν γίνει η μεταπομπή, το τερματικό θα ενημερώσει την κυψέλη για τις ενεργές του εφαρμογές. Για αυτές που έχει γίνει προδέσμευση πόρων η κυψέλη θα τις αναζητήσει στην ουρά  $B$ . Αν τις βρει σημαίνει ότι η προδέσμευση ήταν επιτυχής, τις αφαιρεί από το σύνολο  $J$ , τις τοποθετεί απευθείας στο σύνολο  $I$  και στην ουρά  $A$  και τους εκχωρεί εύρος ζώνης.

Αν δεν τις βρει στην ουρά ελέγχει αν μπορεί να τις εξυπηρετήσει εκείνη τη στιγμή, δηλαδή αν υπάρχει έστω και το ελάχιστο απαιτούμενο εύρος ζώνης αδέσμευτο. Αν υπάρχει τότε ομοίως με πριν τις τοποθετεί στο σύνολο  $I$  (στην ουρά A) εκχωρώντας εύρος ζώνης. Αν δεν μπορεί να τις εξυπηρετήσει τις αναγκάζει σε τερματισμό και ενημερώνει αντίστοιχα τις ουρές B και C.

Όταν τελικά γίνει η μεταπομπή υπάρχει η περίπτωση εφαρμογές για τις οποίες το τερματικό είχε ζητήσει προδέσμευση να έχουν τερματίσει. Οι εφαρμογές αυτές θα βρίσκονται ακόμα στο σύνολο  $J$  και συνεπώς θα είναι στην ουρά B. Όμως δεν θα μπορεί να τη μετακινήσει γιατί η εφαρμογή αυτή δεν θα ανήκει πια στις ενεργές εφαρμογές του τερματικού. Σε αυτή την περίπτωση ή θα πρέπει το ίδιο το τερματικό να ενημερώσει την κυψέλη, διατηρώντας ένα ιστορικό των εφαρμογών που τερμάτισαν μετά την αίτηση προδέσμευσης και πριν τη μεταπομπή ή θα πρέπει απλά η κυψέλη αφού ολοκληρώσει τη λειτουργία της με τις ενεργές εφαρμογές του τερματικού να σαρώσει τις δύο ουρές (B και C) και να αφαιρέσει τις εφαρμογές του συγκεκριμένου τερματικού.

Μέσα στο πνεύμα της προδραστικής δέσμευσης εύρους ζώνης, είναι φυσικό να σκεφτεί κανείς ότι το εύρος ζώνης που παραχωρείται στις αναμενόμενες (από μεταπομπή) εφαρμογές έχει ως αποτέλεσμα βραχυπρόθεσμα κάποιοι πόροι της κυψέλης να μένουν αχρησιμοποίητοι. Για αυτό το λόγο στο προτεινόμενο πλαίσιο αυτό το εύρος ζώνης μοιράζεται στις εφαρμογές που ανήκουν στο σύνολο  $I$  ενώ στις αναμενόμενες εφαρμογές παραχωρείται το απαιτούμενο εύρος ζώνης μόνο αφού ο αντίστοιχος χρήστης μετακινηθεί από τη μία κυψέλη στην άλλη, όταν δηλαδή γίνει η μεταπομπή. Για όσες εφαρμογές υπάρχουν στο σύνολο  $J$  η κυψέλη έχει διασφαλίσει ότι όταν θα γίνει η μεταπομπή θα έχει τη δυνατότητα να τις εξυπηρετήσει παραχωρώντας κάποιο εύρος ζώνης εντός του άνω και κάτω ορίου που απαιτούν ανάλογα και με το φόρτο που θα έχει να αντιμετωπίσει. Όμως το εύρος ζώνης αυτό (δηλαδή το ελάχιστο εύρος ζώνης που απαιτούν  $m_i$ ) παρόλο που ενσωματώνεται στους υπολογισμούς του μηχανισμού ελέγχου αποδοχής της κυψέλης δεν παραμένει αχρησιμοποίητο αλλά διατίθεται στις ενεργές εφαρμογές της κυψέλης. Έτσι κάθε χρονική στιγμή το σύνολο των πόρων της κυψέλης C παραχωρείται στις εφαρμογές των τερματικών που βρίσκονται εκείνη τη στιγμή στην κυψέλη.

Για τις εφαρμογές που έχουν περάσει επιτυχώς το μηχανισμό ελέγχου αποδοχής θα χρησιμοποιηθεί ο αλγόριθμος διαμοιρασμού εύρους ζώνης. Ο αλγόριθμος αυτός εκτελείται παίρνοντας ως είσοδο το σύνολο  $I$  κάθε φορά που υπάρχει ανάγκη επαναμοιρασμού των πόρων σε μία κυψέλη. Αυτή η ανάγκη δημιουργείται σε τρεις περιπτώσεις.

1. Μία νέα εφαρμογή(από τερματικό που βρίσκεται εντός της κυψέλης) ζητά εκκίνηση και περνά επιτυχώς το μηχανισμό ελέγχου αποδοχής κλήσεων.
2. Μία εφαρμογή τερματίζεται οπότε οι πόροι που καταλάμβανε θα πρέπει να αποδοθούν στις εφαρμογές που είναι ακόμα ενεργές.
3. Μία αναμενόμενη εφαρμογή που έχει και αυτή γίνει δεκτή από το μηχανισμό ελέγχου αποδοχής κλήσεων μεταπέμπεται οπότε θα πρέπει να λάβει το μέρος των πόρων που της αναλογεί.

## ΚΕΦΑΛΑΙΟ 4

### ΠΑΙΓΝΙΟ-ΘΕΩΡΗΤΙΚΗ ΜΟΝΤΕΛΟΠΟΙΗΣΗ

Κάθε εφαρμογή από αυτές που έχουν γίνει δεκτές από την κυψέλη (και ανήκουν στο σύνολο  $I$ ) έχει μία στρατηγική  $x_i$  που η φυσική της σημασία είναι το εύρος ζώνης που καταλαμβάνει. Λόγω του ελαστικού χαρακτήρα των εφαρμογών το  $x_i$  παίρνει τιμές στο διάστημα  $S_i = [m_i, M_i]$ . Έτσι σε όρους της Θεωρίας παιγνίων το  $S = S_1 \times \dots \times S_k$  είναι ο χώρος των στρατηγικών του παιχνιδιού και το διάνυσμα  $\mathbf{x} = (x_1, \dots, x_k) \in S$  είναι ένα στιγμιότυπο του συνόλου αυτού.

Κάθε παίκτης  $i$  έχει μία συνάρτηση χρησιμότητας/κέρδους  $u_i$  ορισμένη στο  $S$  και μία ελάχιστη επιθυμητή χρησιμότητα  $u_i^0$ . Η ελάχιστη χρησιμότητα του κάθε παίκτη εκφράζει τη χρησιμότητα που μπορεί να επιτευχθεί από την πλευρά του χωρίς συνεργασία (status quo utility). Αυτό σημαίνει ότι ο παίκτης  $i$  θα δεχθεί να συνεργαστεί μόνο αν η συνεργασία αποφέρει χρησιμότητα μεγαλύτερη από την ελάχιστη χρησιμότητα. Συμβολίζουμε με  $\mathbf{u}^0 = (u_1^0, \dots, u_k^0)$  το status quo του παιχνιδιού το οποίο μπορεί να θεωρηθεί ως η ελάχιστη εγγύηση που μπορεί να παρέχει το δίκτυο στους παίκτες. Με άλλα λόγια θα υπάρχει πάντα ένα διάνυσμα  $\mathbf{u} = (u_1, \dots, u_k)$  στο  $S$  το οποίο θα είναι μεγαλύτερο από το status quo διάνυσμα χρησιμότητας  $\mathbf{u}^0$ .

Πρώτα ορίζουμε την κατά Pareto αποτελεσματικότητα κάτω από διάφορες πλευρές κάτι που συμβαίνει στις μοντελοποιήσεις παιχνιδιών με πολλούς παίκτες.

Ορισμός: Το σημείο  $\mathbf{u} \in U$ , όπου  $U$  είναι το σύνολο των δυνατών χρησιμοτήτων είναι Pareto αποτελεσματικά αν για κάθε  $\mathbf{v} \in U$ ,  $\mathbf{v} \geq \mathbf{u}$ , τότε  $\mathbf{v} = \mathbf{u}$ . Με άλλα λόγια, δεν υπάρχει άλλο σημείο στο  $S$  που να αποδίδει τουλάχιστον σε ένα παίκτη αυστηρά μεγαλύτερη χρησιμότητα. Για παιχνίδια  $K$  παικτών τα σημεία που είναι Pareto αποτελεσματικά είναι άπειρα και διαμορφώνουν ένα χώρο διάστασης  $K-1$ . Το ερώτημα που τίθεται είναι ποιο από όλα τα Pareto αποτελεσματικά σημεία θα πρέπει να επιλεγεί ως λύση του παιχνιδιού. Μια κλασική αντιμετώπιση είναι η

εισαγωγή περαιτέρω κριτηρίων, όπως και στην περίπτωση της λύση που πρότεινε ο Nash (Nash Bargaining Solution, NBS).

Ακολουθεί ο ορισμός του NBS ο οποίος λαμβάνει υπό όψιν την απαίτηση για Pareto αποτελεσματικά αποτελέσματα αλλά και τη δικαιοσύνη όπως αυτή ορίζεται με την αυστηρά μαθηματική έννοια.

Ορισμός: Μία αντιστοίχιση  $F : G \rightarrow R^K$  όπου  $G$  είναι το σύνολο των δυνατών χρησιμοτήτων σε αναφορά με το αρχικό σημείο συμφωνίας  $\mathbf{u}^0$  είναι NBS αν ισχύουν τα ακόλουθα:

Η  $F(U, \mathbf{u}^0) \in U_0$  όπου το είναι το σύνολο των δυνατών στρατηγικών που είναι μεγαλύτερες από το status quo του παιχνιδιού.

Η  $F(U, \mathbf{u}^0)$  είναι Pareto αποτελεσματική.

Η  $F(U, \mathbf{u}^0)$  είναι γραμμική, αν  $\varphi : R^K \rightarrow R^K$ ,  $\varphi(\mathbf{u}) = \mathbf{u}'$  με  $u'_j = a_j u_j + b_j$ ,  $a_j > 0$ ,  $j=1, \dots, K$ , τότε  $F(\varphi(\mathbf{u}), \varphi(\mathbf{u}_0)) = \varphi(F(\mathbf{u}, \mathbf{u}_0))$ .

Η  $F$  ικανοποιεί το irrelevant alternatives αξίωμα. Αν  $V \subset U$ ,  $(V, \mathbf{u}_0) \in G$  και  $F(U, \mathbf{u}^0) \in V$ , τότε  $F(U, \mathbf{u}^0) = F(V, \mathbf{u}^0)$ .

Η  $F$  είναι συμμετρική. Αν το  $U$  είναι συμμετρικό ως προς ένα υποσύνολο  $R \subseteq \{1, \dots, K\}$  δεικτών (π.χ.  $\mathbf{u} \in U$  και  $i, j \in R$  και αν  $u_i^0 = u_j^0$  τότε  $F(U, \mathbf{u}^0)_i = F(U, \mathbf{u}^0)_j$  για  $i, j \in R$ ).

Έστω  $R$  το σύνολο των παικτών που μπορούν να επιτύχουν χρησιμότητα μεγαλύτερη από την ελάχιστη χρησιμότητά τους  $u_R^0$ . Για κάθε διάνυσμα στο σύνολο των “bargaining” λύσεων ισχύει  $u_R(x) > u_R^0$  και λύνει το παρακάτω πρόβλημα βελτιστοποίησης:

$$(P_R) \quad \max_x \prod_{j \in J} (u_j(x_j) - u_j^0), \quad x \in \{y \in S : \mathbf{u}(y) > \mathbf{u}^0\}$$

Το σύνολο  $R$  καθορίζεται από το μηχανισμό ελέγχου αποδοχής που περιγράφηκε παραπάνω και είναι το σύνολο  $I$  γιατί ο μηχανισμός αυτός εξασφαλίζει τέτοιο ποσό πόρων του συστήματος ώστε κάθε παίκτης  $i$  του συνόλου  $I$  να

χρησιμοποιεί εύρος ζώνης πάντα μεγαλύτερο από την ελάχιστη απαίτησή του  $m_i$ . Οι παίκτες του συνόλου  $J$  δεν συμπεριλαμβάνονται στη λύση διότι οι πόροι του συστήματος δεν είναι διαθέσιμοι σε αυτούς αφού δεν έχουν ακόμα φτάσει. Κάτι τέτοιο άλλωστε θα άφηνε πόρους του συστήματος ανεκμετάλλευτους.

Υιοθετούμε ένα απλό μοντέλο για τη συνάρτηση χρησιμότητας του παίκτη  $i$ . Δεδομένου ότι οι εφαρμογές είναι ελαστικές υποθέτουμε εύλογα ότι κάθε εφαρμογή προσπαθεί να αποκτήσει ένα ποσό πόρων μεγαλύτερο από το ελάχιστο ποσό πόρων που χρειάζεται για να λειτουργήσει ( $m_i$ ) και όσο το δυνατόν πιο κοντά στο μέγιστο ποσό ( $M_i$ ) που έχει δηλώσει ότι χρειάζεται. Έτσι μπορούμε να ορίσουμε τη συνάρτηση χρησιμότητας για το χρήστη  $i$  ως το εύρος ζώνης που του έχει εκχωρηθεί. Φροντίζοντας παράλληλα ώστε το συνολικό εύρος ζώνης που έχει εκχωρηθεί στις εφαρμογές να μην υπερβαίνει τη χωρητικότητα της κυψέλης, η NBS προκύπτει από τη λύση στο παρακάτω πρόβλημα βελτιστοποίησης (P).

$$(P) \left\{ \begin{array}{l} \max_x \prod_{i=1}^K (x_i - m_i) \\ s.t. \\ x_i \geq m_i, i \in \{1, \dots, K\} \\ x_i \leq M_i, i \in \{1, \dots, K\} \\ \sum_{i=1}^N x_i \leq C \end{array} \right.$$

Μπορεί να αποδειχθεί ότι το σύνολο που ορίζεται από τους παραπάνω περιορισμούς είναι ένα κυρτό και συμπαγές υποσύνολο του  $\mathbb{R}^K$ . Επιπλέον, οι συναρτήσεις χρησιμότητας είναι κοίλες και άνω-φραγμένες στο σύνολο περιορισμών. Έτσι, σύμφωνα με το [18] υπάρχει μία “bargaining” λύση και ένα μοναδικό “bargaining point”  $u^*$ .

Ας ορίσουμε τώρα ένα ισοδύναμο πρόβλημα βελτιστοποίησης που η NBS αποτελεί επίσης λύση του. Πρώτα χρειαζόμαστε το παρακάτω λήμμα.

**Λήμμα 4.1** [19] Έστω  $g: S \rightarrow \mathbb{R}_+^*$  κοίλη συνάρτηση. Τότε η  $h = \ln(g(\cdot))$  είναι κοίλη. Αν η  $g$  είναι ένα προς ένα, τότε η  $h$  είναι γνησίως κοίλη.



Με βάση τα παραπάνω διατυπώνουμε το ακόλουθο ισοδύναμο πρόβλημα βελτιστοποίησης.

**Θεώρημα 4.1** [19] Έστω ότι το περιορισμένο σύνολο είναι ένα κυρτό και συμπαγές υποσύνολο του  $\mathbb{R}^K$  και οι συναρτήσεις χρησιμότητας/κέρδους  $u_i$  είναι κοίλες, άνω-φραγμένες και 1-1 στο σύνολο αυτό.

Θεωρούμε το παρακάτω πρόβλημα βελτιστοποίησης ( $P'$ ).

$$(P') \left\{ \begin{array}{l} \max_x \sum_{i=1}^K \ln(x_i - m_i) \\ s.t. \\ x_i \geq m_i, i \in \{1, \dots, K\} \\ x_i \leq M_i, i \in \{1, \dots, K\} \\ \sum_{i=1}^N x_i \leq C \end{array} \right.$$

Τότε ισχύουν τα παρακάτω:

Το ( $P'$ ) έχει λύση και είναι μοναδική.

Τα ( $P$ ) και ( $P'$ ) είναι ισοδύναμα. Έτσι η μοναδική λύση του ( $P'$ ) είναι η NBS.

## ΚΕΦΑΛΑΙΟ 5

# ΑΠΟΤΕΛΕΣΜΑΤΙΚΗ ΚΑΙ ΔΙΚΑΙΗ ΔΙΑΧΕΙΡΙΣΗ ΤΟΥ ΕΥΡΟΥΣ ΖΩΝΗΣ

Σε αυτή την ενότητα δίνουμε τη μοναδική λύση ( $P$ ) επιλύνοντας το κυρτό πρόβλημα βελτιστοποίησης ( $P'$ ).

Υπόδειξη 4.1: Η μοναδική NBS για το πρόβλημα ( $P$ ) χαρακτηρίζεται ως εξής:

Υπάρχει ένα μη αρνητικό πραγματικό  $\mu$  τέτοιο ώστε για κάθε  $i \in \{1, \dots, K\}$

$$x_i = m_i + \min\left\{M_i - m_i, \frac{1}{\mu}\right\}$$

$$x_i \leq M_i$$

$$\mu\left(\sum_{i=1}^K x_i - C\right) = 0$$

$$\sum_{i=1}^K x_i \leq C$$

Απόδειξη: Είναι εύκολο να μετατρέψουμε το ( $P'$ ) σε ένα ισοδύναμο πρόβλημα ελαχιστοποίησης της ακόλουθης μορφής:

$$\left\{ \begin{array}{l} \min_x f(\mathbf{x}) \\ s.t. \\ h_j(\mathbf{x}) \leq 0, j \in \{1, \dots, m\} \end{array} \right.$$

Αν  $L(\mathbf{x}, \boldsymbol{\kappa}, \boldsymbol{\lambda}, \mu)$  η Lagrangian που σχετίζεται με το πρόβλημα ελαχιστοποίησης, όπου  $\kappa_i \geq 0$ ;  $i = 1, \dots, K$ ,  $\lambda_i \geq 0$ ;  $i = 1, \dots, K$ , and  $\mu \geq 0$  δηλώνουν τους

πολλαπλασιαστές Lagrange που σχετίζονται με τους περιορισμούς του προβλήματος.

$$L(\mathbf{x}, \boldsymbol{\kappa}, \boldsymbol{\lambda}, \mu) = -\sum_{i=1}^K \ln(x_i - m_i) + \sum_{i=1}^K \kappa_i (m_i - x_i) + \sum_{i=1}^K \lambda_i (x_i - M_i) + \mu \left( \sum_{i=1}^K x_i - C \right)$$

Στη δική μας περίπτωση οι συναρτήσεις περιορισμού  $h_j$  για  $j \in \{1, \dots, m\}$  είναι γραμμικές ως προς το  $x_i$  για  $i \in I$ , και  $u(\mathbf{x}) \in C^{(1)}$  και για αυτό το λόγο οι πρώτης-τάξης Kuhn-Tucker συνθήκες είναι ικανές και αναγκαίες. [20] [21]

Συγκεκριμένα θα πρέπει να ισχύουν τα παρακάτω:

$$-\frac{1}{x_i - m_i} - \kappa_i + \lambda_i + \mu = 0, \quad \text{οτ} \quad x_i = m_i + \frac{1}{-\kappa_i + \lambda_i + \mu}$$

$$\kappa_i (m_i - x_i) = 0$$

$$x_i \geq m_i$$

$$\lambda_i (x_i - M_i) = 0$$

$$x_i \leq M_i$$

$$\mu \left( \sum_{i=1}^K x_i - C \right) = 0$$

$$\sum_{i=1}^K x_i \leq C$$

Όπως έχουμε προαναφέρει, λόγω του εφαρμοζόμενου μηχανισμού ελέγχου αποδοχής, οι παίκτες που συμμετέχουν στο παιχνίδι ( και ανήκουν στο σύνολο  $I$ ) έχουν εξασφαλίσει αυστηρά μεγαλύτερο εύρος ζώνης από το ελάχιστο απαιτούμενο. Έτσι οι περιορισμοί  $x_i \geq m_i$  δεν είναι non-binding είναι ενεργοί, οπότε  $\kappa_i = 0$ . Επιπλέον,  $\lambda_i = 0$  αν  $x_i < M_i$ , και  $x_i = M_i$ , διαφορετικά .

Ας σημειωθεί ότι ο πολλαπλασιαστής Lagrange  $\mu$  του προβλήματος μπορεί να θεωρηθεί ότι υποδηλώνει το κόστος για τη χρήση μίας μονάδας του διαμοιραζόμενου πόρου [22].

Σε αυτή την ενότητα, χαρακτηρίσαμε τη βέλτιστη ποσότητα του εύρους ζώνης, με την NBS έννοια, που παραχωρείται σε κάθε εφαρμογή. Στην ενότητα που

Ολοκληρωμένο πλαίσιο προδραστικής εκχώρησης πόρων σε ασύρματα κυψελωτά δίκτυα

ακολουθεί παρουσιάζουμε ένα κατάλληλο επαναληπτικό αλγόριθμο για τον προσδιορισμό της optimal εκχώρησης.

## ΚΕΦΑΛΑΙΟ 6

### ΑΛΓΟΡΙΘΜΟΣ ΕΚΧΩΡΗΣΗΣ ΕΥΡΟΥΣ ΖΩΝΗΣ

Ο επαναληπτικός αλγόριθμος που παρουσιάζουμε βασίζεται στο gradient projection σχήμα [23] στο δυϊκό πρόβλημα ως προς το  $(P')$  (αρχικό πρόβλημα) [20].

#### 6.1 Ορισμός του Δυϊκού Προβλήματος

Μπορούμε να παρατηρήσουμε ότι η Nash Bargaining Solution του προβλήματος, όπως παρουσιάστηκε στην προηγούμενη ενότητα εξαρτάται από την τιμή του πολλαπλασιαστή Lagrange  $\mu$ . Όπως ορίστηκε στην 3<sup>η</sup> ενότητα, το  $S$  είναι ένα υποσύνολο του  $\mathbb{R}^K$  που ορίζεται από τους περιορισμούς σε εύρος ζώνης των εφαρμογών. Συνεπώς ορίζουμε τη Lagrangian  $L(\mathbf{x}, \mu)$  του αρχικού προβλήματος στο  $S$  ως εξής:

$$L(\mathbf{x}, \mu) = -\sum_{i=1}^K \ln(x_i - m_i) + \mu \left( \sum_{i=1}^K x_i - C \right) \quad (1)$$

και την αντίστοιχη δυϊκή συνάρτηση  $q(\mu) : \mathbb{R}_+ \rightarrow \mathbb{R}$  ως

$$q(\mu) = \inf_{\mathbf{x} \in S} L(\mathbf{x}, \mu) \quad (2)$$

Τώρα εκφράζουμε το εύρος ζώνης  $x_i$  που έχει εκχωρηθεί στον παίκτη  $i$  σαν μία συνάρτηση του πολλαπλασιαστή Lagrange  $\mu$ .

$$x_i(\mu) = f_i(\mu) = \begin{cases} M_i, & \mu \leq \frac{1}{M_i - m_i} \\ m_i + \frac{1}{\mu}, & \text{otherwise} \end{cases} \quad (3)$$

Έτσι η δυϊκή συνάρτηση δίνεται από τη σχέση

$$q(\mu) = -\sum_{i=1}^K \ln(f_i(\mu) - m_i) + \mu \left( \sum_{i=1}^K f_i(\mu) - C \right) \quad (4)$$

Και το δυϊκό πρόβλημα ( $D$ ) ορίζεται ως

$$\max_{\mu \in \mathbb{R}_+} q(\mu)$$

Πέραν τούτου, το  $S$  είναι κυρτό,  $-\sum_{i=1}^K \ln(x_i - m_i)$  είναι κυρτή στο  $S$ , και υπάρχει

ένα διάνυσμα εκχωρημένου εύρους ζώνης  $\mathbf{x}$  τέτοιο ώστε να ικανοποιείται ο

περιορισμός  $\sum_{i=1}^K x_i \leq C$ . Αυτό υπονοεί ότι υπάρχει τουλάχιστον ένας θετικός

πολλαπλασιαστής Lagrange  $\mu$ , και έτσι δεν υπάρχει duality gap. [20]

## 6.2 Σύγκλιση του Dual-based επαναληπτικού αλγορίθμου

Σε αυτή την ενότητα παραθέτουμε ένα gradient projection επαναληπτικό αλγόριθμο για την επίλυση του προβλήματος εκχώρησης εύρους ζώνης που έχουμε συζητήσει.

Η γενική μορφή ενός τέτοιου αλγορίθμου είναι:

$$y(t+1) = [y(t) + \gamma \nabla f(y(t))]^+$$

όπου  $f(\cdot)$  είναι η αντικειμενική συνάρτηση του προβλήματος μεγιστοποίησης,  $\gamma$  ένα θετικό βήμα υπολογισμού και το  $[\cdot]^+$  δηλώνει την ορθογώνια προβολή ως προς την Ευκλείδεια νόρμα, που ορίζεται ως:

$$[x]^+ = \arg \min_{z \in X} \|z - x\|_2$$

όπου  $X$  είναι ένα κυρτό σύνολο.

Στην περίπτωση μας έχουμε  $[x]^+ = \min\{0, x\}$  αφού  $\mu \in \mathfrak{R}^+$ . Έτσι η επανάληψη είναι

$$\mu(t+1) = \max \left\{ 0, \mu(t) + \gamma \frac{dq(\mu(t))}{d\mu} \right\}$$

Μπορεί εύκολα να δειχθεί ότι

$$\frac{dq(\mu)}{d\mu} = \sum_{i=1}^K f_i(\mu) - C.$$

Έτσι, ο επαναληπτικός αλγόριθμος παίρνει την ακόλουθη μορφή:

$$\mu(t+1) = \max \left\{ 0, \mu(t) + \gamma \left( \sum_{i=1}^K f_i(\mu(t)) - C \right) \right\} \quad (5)$$

Τώρα ας μελετήσουμε τη σύγκλιση του gradient projection αλγορίθμου.

*Πρόταση 5.1 (Σύγκλιση του Gradient Projection Αλγορίθμου) [23]* Ας υποθέσουμε ότι η αντικειμενική συνάρτηση  $f$  του προβλήματος μεγιστοποίησης είναι άνω φραγμένη, και η  $\nabla f$  ικανοποιεί τη Lipschitz συνθήκη συνέχειας, δηλαδή η συνάρτηση  $f$  είναι συνεχώς διαφορίσιμη και υπάρχει μία σταθερά  $A$  τέτοια ώστε

$\|\nabla f(\mathbf{x}) - \nabla f(\mathbf{y})\|_2 \leq A\|\mathbf{x} - \mathbf{y}\|_2, \forall \mathbf{x}, \mathbf{y} \in X$ . Αν  $0 < \gamma < 2/A$ , και η  $f$  είναι κοίλη στο  $X$ , τότε το οριακό σημείο  $\mathbf{x}^*$  της gradient projection επανάληψης μεγιστοποιεί την  $f$  στο σύνολο  $X$ .

Στο συγκεκριμένο πρόβλημα, η συνάρτηση  $q(\cdot)$  είναι κοίλη για  $\mu \geq 0$  από τη δεικνυσιμότητα. Έτσι, για να δείξουμε ότι το (5) συγκλίνει στο μέγιστο, αρκεί να δείξουμε ότι η συνάρτηση  $q(\cdot)$  είναι άνω φραγμένη και ότι η  $\nabla q$  ικανοποιεί τη συνθήκη Lipschitz.

Η πρόταση που ακολουθεί δείχνει ότι η κλίση της δεικνυσιμότητας  $q(\cdot)$  ικανοποιεί τη συνθήκη Lipschitz.

*Πρόταση 5.2:* Η κλίση της δεικνυσιμότητας  $q(\cdot)$  είναι Lipschitz με σταθερά  $A$ :

$$A = \sum_{i=1}^K (M_i - m_i)^2$$

*Απόδειξη:* Ας σημειωθεί ότι η συνάρτηση  $f_i(\cdot)$  είναι Lipschitz. Συγκεκριμένα, είναι εύκολο να αποδειχθεί ότι  $|f_i(\mu) - f_i(\mu')| \leq (M_i - m_i)^2 |\mu - \mu'|$  (Δεδομένου ότι έχουμε αντικαταστήσει την Ευκλείδεια νόρμα  $\|\cdot\|_2$  με την απόλυτη τιμή  $|\cdot|$  με την οποία ισοδυναμεί για μονοδιάστατους χώρους). Έτσι έχουμε τα εξής:

$$\begin{aligned} \|\nabla q(\mu) - \nabla q(\mu')\|_2 &= \left| \frac{d}{d\mu} q(\mu) - \frac{d}{d\mu} q(\mu') \right| = \left| \left( \sum_{i=1}^K f_i(\mu) - C \right) - \left( \sum_{i=1}^K f_i(\mu') - C \right) \right| = \\ &= \left| \sum_{i=1}^K (f_i(\mu) - f_i(\mu')) \right| \end{aligned}$$

Από την τριγωνική ανισότητα προκύπτει ότι:

$$\|\nabla q(\mu) - \nabla q(\mu')\|_2 \leq \sum_{i=1}^K |f_i(\mu) - f_i(\mu')| \leq \sum_{i=1}^K (M_i - m_i)^2 |\mu - \mu'| \quad \blacksquare$$

*Πρόταση 5.3:* Η συνάρτηση  $q(\cdot)$  φράσσεται από πάνω, δηλαδή  $q(\mu) < +\infty$ , για κάθε  $\mu \in \mathfrak{R}_+$ .



*Απόδειξη:* Έστω  $\mu \in \mathfrak{R}_+$ . Πρέπει να δείξουμε ότι:

$$-\sum_{i=1}^K \ln(f_i(\mu) - m_i) + \mu \left( \sum_{i=1}^K f_i(\mu) - C \right) < +\infty$$

Είναι προφανές ότι ισχύει πάντα  $\mu \left( \sum_{i=1}^K f_i(\mu) - C \right) \leq 0$ .

Ακόμα, καθώς ο αλγόριθμος ελέγχου αποδοχής εξασφαλίζει ότι κάθε εφαρμογή θα πάρει περισσότερο εύρος ζώνης από το ελάχιστο απαιτούμενο της, θα ισχύει πάντα  $f_i(\mu) > m_i$ . Έτσι,  $\ln(f_i(\mu) - m_i) > -\infty$  για κάθε  $i \in \{1, \dots, K\}$ . ■

Αφού η συνάρτηση  $q(\cdot)$  είναι άνω φραγμένη και το βασικό, αρχικό πρόβλημα έχει μία μοναδική λύση  $\mathbf{x}^*$  (το NBS σημείο), από τη δυϊκότητα, η ακολουθία  $\{\mathbf{x}(\mu(t))\}$  συγκλίνει στο  $\mathbf{x}^*$ .

## ΚΕΦΑΛΑΙΟ 7

### ΥΛΟΠΟΙΗΣΗ ΤΟΥ ΑΛΓΟΡΙΘΜΟΥ

Σε αυτή την ενότητα δείχνουμε πώς τα αποτελέσματα στα οποία έχουμε ως τώρα καταλήξει μπορούν χρησιμοποιηθούν στην πράξη. Στο προτεινόμενο πλαίσιο, το πρόβλημα διαμοιρασμού του εύρους ζώνης προκύπτει κάθε φορά που συμβαίνει μία αλλαγή στα στοιχεία του συνόλου  $I$  (βλέπε Ενότητα 2). Συγκεκριμένα, ένα καινούριο στοιχείο μπορεί να προστεθεί στο σύνολο (μετά από μία απόφαση αποδοχής του μηχανισμού ελέγχου ή όταν μία εφαρμογή είναι στο σύνολο  $J$  και γίνεται η μεταπομπή οπότε αφαιρείται από το  $J$  και προστίθεται στο  $I$ ), οπότε ο σταθμός βάσης της εμπλεκόμενης κυψέλης θα πρέπει να ενημερώσει το ποσό του εύρους ζώνης που θα εκχωρήσει στις υπάρχουσες στην κυψέλη εφαρμογές. Ενδεχομένως, ένα στοιχείο μπορεί να αφαιρεθεί από το σύνολο  $I$  (όταν η εφαρμογή τερματιστεί από το χρήστη ή ο χρήστης περάσει σε μία γειτονική κυψέλη οπότε θα γίνει μεταπομπή). Σε αυτή την περίπτωση ο σταθμός βάσης θα πρέπει να προχωρήσει σε μία ανακατανομή του εύρους ζώνης στις υπάρχουσες εφαρμογές.

Η ταχύτητα σύγκλισης του αλγορίθμου εξαρτάται αποκλειστικά και μόνο από το βήμα  $\gamma$  της επαναληπτικής μεθόδου, που προσδιορίζεται από τη σταθερά  $A$  έτσι όπως αυτή ορίστηκε στην ενότητα 5.2.

Ο αλγόριθμος που εκτελείται στις προαναφερθείσες περιπτώσεις είναι ο ακόλουθος:

```
μ_new := 0
μ_old := 0
C := 2000
M=[M1,M2,...,MN];
m=[m1,m2,...,mN];
for each i in I
L:=L+(M[i]-m[i])2
g:=1/L
mm_new:=0
mm_old:= 0
for each i in I
x[i]=0
R=0
for each i in I
if mm_new <= (1/(M[i] - m[i]))
x[i] := M[i]
else
x[i] := m[i] + (1/mm_new)
end if
R := R + x[i]
end for
mm_new := max{0, mm_new + g*(R - C)}

k := 1
while (abs(mm_new - mm_old) > eps)
R := 0
for each i in I
if mm_new <= (1/(M[i] - m[i]))
x[i] := M[i]
else
x[i] := m[i] + (1/mm_new)
end if
R := R + x[i]
end for
mm_old := mm_new
mm_new := max{0, mm_new + g*(R - C)}
k := k+1
end
```

## ΚΕΦΑΛΑΙΟ 8

### **ΠΡΟΣΟΜΟΙΩΣΗ ΤΟΥ ΠΡΟΤΕΙΝΟΜΕΝΟΥ ΣΧΗΜΑΤΟΣ**

Πραγματοποιήσαμε μία σειρά από δοκιμές για να ποσοτικοποιήσουμε τα αποτελέσματα του προτεινόμενου σχήματος όσον αφορά την πιθανότητα διακοπής τόσο των νέων όσο και των αναμενόμενων συνόδων εφαρμογών. Για τις ανάγκες της προσομοίωσης θεωρήσαμε ότι υπάρχει μία περιοχή που καλύπτεται από έναν αριθμό σταθμών βάσης κατά αναλογία με τους σταθμούς βάσης των κυψελών στα ασύρματα δίκτυα. Οι χρήστες κινούνται σε αυτό το χώρο τυχαία και εκκινούν ή τερματίζουν τις εφαρμογές τους κατά την περιπλάνησή τους από κυψέλη σε κυψέλη. Οι εφαρμογές που μπορεί να υποστηρίξει το δίκτυο έχουν διαφορετικά χαρακτηριστικά και διαφορετικές απαιτήσεις σε ρυθμούς μετάδοσης και εύρος ζώνης.

Σύμφωνα με ένα γράφο που υπάρχει στη βάση εκτελείται ένα πείραμα τύχης από το τερματικό. Ο γράφος της βάσης είναι ένας κατευθυνόμενος γράφος με βάρη στις ακμές. Οι κόμβοι του συμβολίζουν τις κυψέλες, οι ακμές τις μεταβάσεις από τη μία κυψέλη στην άλλη και τα βάρη τις πιθανότητες μετάβασης. Ο γράφος αυτός απεικονίζεται στη βάση με ένα πίνακα μεταβάσεων  $A$ . Το στοιχείο  $a_{ij}$  του πίνακα ισούται με την πιθανότητα μετάβασης από την κυψέλη  $i$  στην κυψέλη  $j$ .

Στο πείραμα αυτό το τερματικό έχει μία πιθανότητα ορθής πρόβλεψης  $p$ . Με την είσοδο του στην κυψέλη το κινητό τερματικό αποφασίζει την επόμενη κυψέλη που θα επισκεφθεί με βάση τις πιθανότητες μετάβασης που υπάρχουν στον αντίστοιχο πίνακα της βάσης.

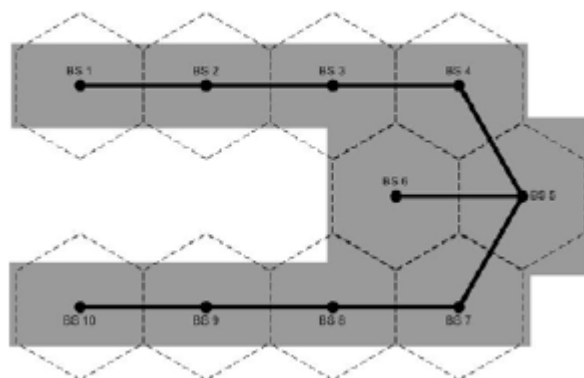
Το κινητό τερματικό προαποφασίζει την επόμενη κυψέλη με την είσοδο του στην τρέχουσα κυψέλη επιλέγοντας από τον πίνακα μετάβασης και από τη γραμμή που εκφράζει τις πιθανότητες μετάβασης από την τρέχουσα κυψέλη το στοιχείο με τη μεγαλύτερη πιθανότητα. Η στήλη  $j$  στην οποία βρίσκεται το στοιχείο αυτό είναι η κυψέλη στην οποία θα μεταβεί στη συνέχεια. Αμέσως μετά εκτελεί το πείραμα τύχης. Αν το πείραμα είναι επιτυχές, δηλαδή πραγματοποιηθεί το ενδεχόμενο  $p$  θεωρούμε ότι το κινητό έχει προβλέψει σωστά την επόμενη κυψέλη οπότε σε αυτήν θα κάνει αργότερα και το αίτημα προδέσμευσης πόρων.

Διαφορετικά επιστρέφεται μία άλλη από τις γειτονικές της τρέχουσας κυψέλες. Ουσιαστικά και εδώ εκτελείται ένα πείραμα τύχης και ανάλογα με το αποτέλεσμα του και τις πιθανότητες του πίνακα μετάβασης επιλέγεται η κυψέλη στην οποία προέβλεψε το κινητό τερματικό ότι θα μεταβεί.

Το γεγονός ότι η επόμενη κυψέλη είναι προαποφασισμένη από τον προσομοιωτή με την είσοδο του τερματικού στην τρέχουσα κυψέλη γίνεται για τις ανάγκες της προσομοίωσης που θα ακολουθήσει. Σε ένα πραγματικό σύστημα φυσικά το κινητό δεν έχει αυτή την πληροφορία. Απλά προβλέπει την επόμενη κυψέλη και σε αυτή κάνει τις απαραίτητες προδεσμεύσεις παρόλο που τελικά μπορεί η πρόβλεψη του να ήταν λάθος. Επειδή όμως θα πρέπει να λάβουμε υπ'όψιν μας και αυτό το ενδεχόμενο στην προσομοίωση υπολογίζουμε δύο επόμενες κυψέλες. Την πραγματική σε κάθε περίπτωση και την προβλεπόμενη στην περίπτωση που η πρόβλεψη του τερματικού είναι λανθασμένη.

## 8.1 Μοντέλο κινητικότητας των χρηστών

Η προσομοιωμένη περιοχή του δικτύου είχε την ακόλουθη διάταξη:



Εικόνα 4 : Σχηματική αναπαράσταση του κυψελωτού δικτύου της προσομοίωσης

Θεωρούμε ένα δίκτυο που αποτελείται από δέκα κυψέλες και κάθε κυψέλη έχει ένα σταθμό βάσης. Οι γραμμές που στο σχήμα συνδέουν δύο σταθμούς βάσης υποδηλώνουν ότι οι εμπλεκόμενες κυψέλες είναι γειτονικές και επομένως ένας κινητός χρήστης μπορεί να μεταβεί από τη μία στην άλλη απευθείας, χωρίς δηλαδή να χρειαστεί να περάσει από κάποια άλλη ενδιάμεση κυψέλη. Επιπλέον, στην παραπάνω διαρρύθμιση έχουμε συμπεριλάβει και hot-spot περιοχές, δηλαδή περιοχές όπου συγκεντρώνονται οι περισσότεροι χρήστες. (συγκεκριμένα τις κυψέλες 4, 5 και 7. Η μαρκοβιανή αλυσίδα(P) που θεωρήσαμε για τις ανάγκες της προσομοίωσης εξασφαλίζει αυτό το χαρακτηριστικό. Το στοιχείο  $P_{ij}$  αντιπροσωπεύει την πιθανότητα μετάβασης από την κυψέλη  $i$  στην κυψέλη  $j$ .

$$P = \begin{bmatrix} 4/10 & 6/10 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 2/10 & 3/10 & 5/10 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 3/10 & 4/10 & 3/10 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 3/10 & 4/10 & 3/10 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 3/10 & 3/10 & 1/10 & 3/10 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 5/10 & 5/10 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 3/10 & 0 & 4/10 & 3/10 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 3/10 & 4/10 & 3/10 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 5/10 & 3/10 & 2/10 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 6/10 & 4/10 \end{bmatrix}$$

Από τον παραπάνω πίνακα μπορούν να υπολογιστούν τα steady state probabilities για κάθε σταθμό βάσης.

Με βάση το διάγραμμα μετάβασης καταστάσεων της συγκεκριμένης προσομοίωσης η πιθανότητα να βρίσκεται ένας χρήστης σε μία κυψέλη υπολογίστηκε για κάθε κυψέλη και είναι

$$P(1) = 0.0294, P(2) = 0.0882, P(3) = 0.1471, P(4) = 0.1471, P(5) = 0.1471,$$

$$P(6) = 0.0294, P(7) = 0.1471, P(8) = 0.1471, P(9) = 0.0882, P(10) = 0.0294,$$

όπου  $P(i)$  συμβολίζεται η πιθανότητα να βρίσκεται ένα κινητό τερματικό στην κυψέλη  $i$ .

Οι χρόνοι παραμονής των κινητών τερματικών στις διάφορες κυψέλες ακολουθούν τη γενικευμένη κατανομή Γάμμα με συνάρτηση πυκνότητας πιθανότητας:

$$g(t; a, b, c) = \frac{c}{b^{ac} \Gamma(a)} t^{ac-1} e^{-(t/b)^c}$$

$$t, a, b, c > 0$$

όπου

$$\Gamma(y) = \int_0^{\infty} e^{-x} x^{y-1} dx, \quad y > 0$$

Για τις σταθερές στη συνάρτηση πυκνότητας πιθανότητας θεωρήσαμε

$$a=2.31, b=1.22 \cdot R, \text{ όπου } R, \text{ είναι το αντίστοιχο της ακτίνας της κυψέλης,}$$

$$c=1.72.$$

Η ακτίνα της κυψέλης ορίζεται ως εξής:

$$R = R_c \frac{V'}{V}$$

όπου  $R_c$ ,  $V'$  και  $V$  είναι η ακτίνα της κυψέλης, η ταχύτητα αναφοράς, και η ταχύτητα του χρήστη, αντίστοιχα. Για την προσομοίωση θεωρήσαμε  $R_c = 50m$ ,  $V = 4 \text{ km/h}$ , που είναι και η συνηθισμένη ταχύτητα βηματισμού και ταχύτητα αναφοράς  $V' = 50 \text{ km/h}$ . Επίσης υποθέσαμε ότι ο αλγόριθμος πρόβλεψης θέσης καταφέρνει να προσδιορίσει με επιτυχία την επόμενη κυψέλη με πιθανότητα 0.8.

Στο δίκτυο που έχουμε θεωρήσει, έχουμε 4 ειδών εφαρμογές, FTP, HTTP, VoIP και Streaming Video. Τα χαρακτηριστικά κάθε τύπου εφαρμογής φαίνονται στον παρακάτω πίνακα.

Τύπος εφαρμογής	Μέγιστο απαιτούμενο εύρος ζώνης (kbps)	Ελάχιστο απαιτούμενο εύρος ζώνης (kbps)	Μέση διάρκεια μίας συνόδου	Mean Session Interarrival Time
FTP	120	80	300	2500
HTTP	120	40	3	120
VoIP	80	60	300	1600
Video	1024	512	120	3500

Πίνακας 1: Χαρακτηριστικά εφαρμογών της προσομοίωσης

Εκτός από τα παραπάνω θεωρήσαμε ότι σε κάθε τερματικό κάθε χρονική στιγμή υπάρχει ένα μέγιστο πλήθος από συνόδους εφαρμογών που μπορούν να τρέχουν ταυτόχρονα. Ο μέγιστος αυτός αριθμός είναι 3 για τις FTP και HTTP εφαρμογές και μία για streaming video και VoIP.

Οι δοκιμές έγιναν σε σύγκριση με ένα συμβατικό πλαίσιο διαχείρισης πόρων το οποίο εφαρμόζει προδραστική εκχώρηση πόρων, στο οποίο όμως οι εφαρμογές δεν είναι ελαστικές. Κατά την εκκίνηση μιας νέας εφαρμογής ή κατά τη μεταπομπή σε μία νέα κυψέλη το κινητό τερματικό ζητάει από την κυψέλη να του εκχωρήσει για κάθε εφαρμογή ένα συγκεκριμένο ποσό εύρους ζώνης. Αν το



απαιτούμενο εύρος ζώνης είναι διαθέσιμο εκχωρείται, διαφορετικά η εφαρμογή τερματίζεται. Το ίδιο εύρος ζώνης ζητείται και κατά την αίτηση προδραστικής εκχώρησης πόρων. Στο συμβατικό πλαίσιο εξετάστηκαν τρεις περιπτώσεις, όταν οι απαιτήσεις για κάθε τύπο εφαρμογής είναι οι μέγιστες(σύμφωνα με τον παραπάνω πίνακα), όταν είναι ελάχιστες και όταν είναι ίσες με τη μέση τιμή των δύο παραπάνω τιμών.

Η πιθανότητα τερματισμού μίας εφαρμογής κατά τη μεταπομπή υπολογίστηκε σαν το πηλίκο του αριθμού των εφαρμογών που τερμάτισαν κατά τη μεταπομπή με τον αριθμό των εφαρμογών που υπέστησαν μία ή περισσότερες μεταπομπές.

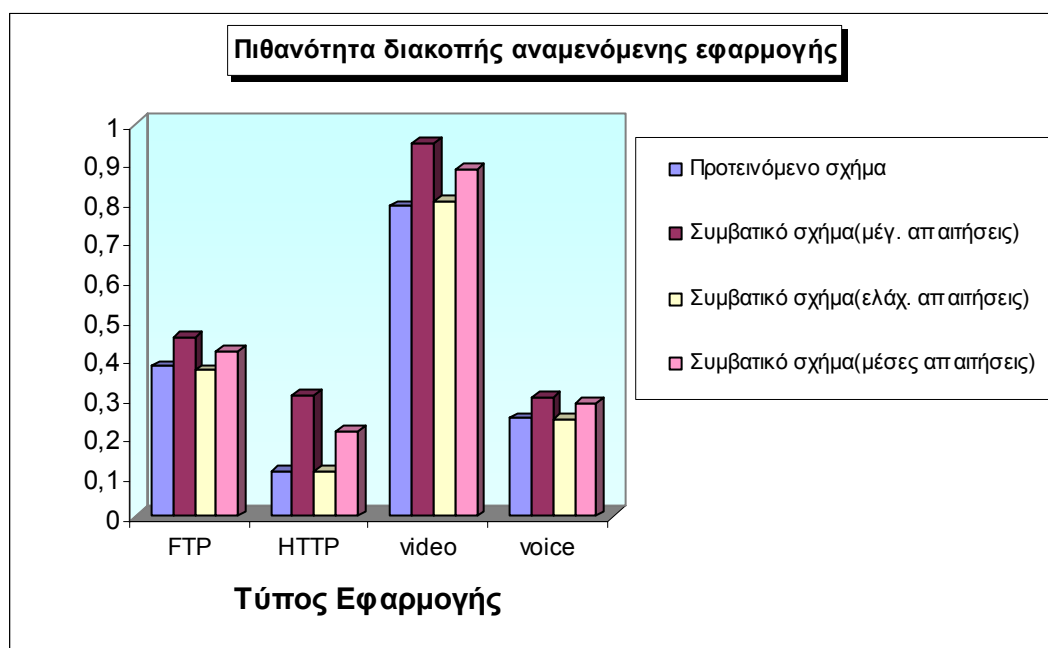
Σχετικά με τον αριθμό των κινητών τερματικών στο δίκτυο εξετάστηκε η περίπτωση όπου έχουμε 800 κινητά τερματικά στο δίκτυο και ο χρόνος προσομοίωσης είναι 3000 sec. Η χωρητικότητα κάθε σταθμού βάσης ήταν 2000 μονάδες εύρους ζώνης.(π.χ kbps).

Οι επιμέρους παράμετροι ήταν  $\gamma = 0.8$ (βλ. Ενότητα 3.2 εξίσωση 2) για το βαθμό ενημέρωσης της ουράς σε κάθε σταθμό βάσης και  $\alpha=0.6$ ,  $\beta=0.65$  (βλ. Ενότητα 3.1 εξισώσεις 1 και 2) για τον υπολογισμό του χρόνου μετάβασης στη νέα κυψέλη και του χρόνου που θα γίνει η αίτηση για προδέσμευση πόρων αντίστοιχα.

## ΚΕΦΑΛΑΙΟ 9

### ΑΠΟΤΕΛΕΣΜΑΤΑ ΠΡΟΣΟΜΟΙΩΣΗΣ

Τα αποτελέσματα φαίνονται στις ακόλουθες γραφικές παραστάσεις.

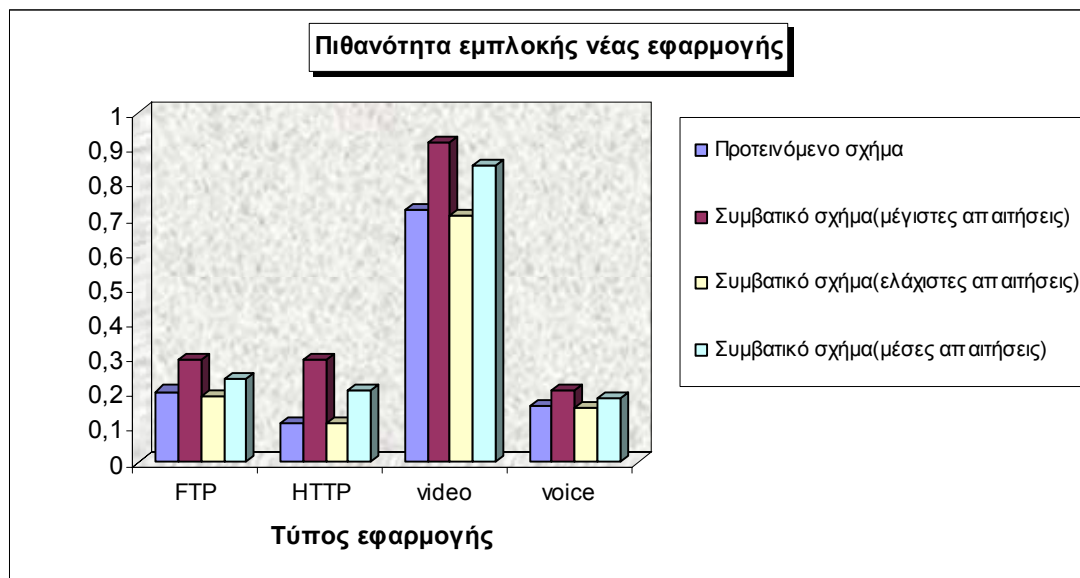


Σχήμα 1: Πιθανότητα διακοπής αναμενόμενης εφαρμογής

Το προτεινόμενο σχήμα έχει τη μικρότερη πιθανότητα διακοπής μίας συνόδου στη μεταπομπή σε σχέση με το συμβατικό σχήμα όπου οι απαιτήσεις των εφαρμογών σε ρυθμούς μετάδοσης είναι οι μέγιστες ή ίσες με τη μέση τιμή. Ίδια πιθανότητα με το προτεινόμενο σχήμα παρουσιάζει και το συμβατικό σχήμα όπου οι απαιτήσεις είναι οι ελάχιστες. Αυτό είναι αναμενόμενο αφού και στις δύο περιπτώσεις η απόφαση αποδοχής μίας νέας κλήσης γίνεται από το μηχανισμό ελέγχου αποδοχής κλήσεων με βάση τις ελάχιστες απαιτήσεις της εφαρμογής και η προδραστική εκχώρηση πόρων εφαρμόζεται με τον ίδιο τρόπο και στα δύο.

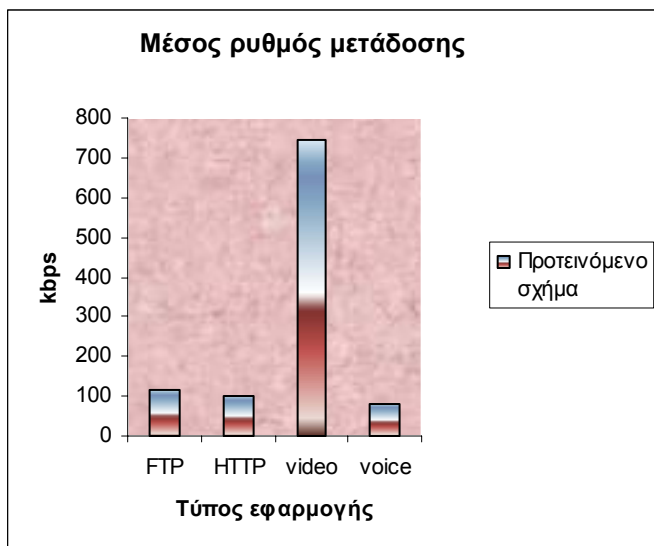
Ανάλογη εικόνα με τις αναμενόμενες εφαρμογές έχουμε και για τις νέες εφαρμογές όπου και πάλι η πιθανότητα εμπλοκής μίας νέας κλήσης είναι στο προτεινόμενο σχήμα πολύ μικρότερη. Η διαφορά είναι περισσότερο αισθητή για

εφαρμογές τύπου video όπου οι απαιτήσεις είναι μεγαλύτερες και η διαφορά μεταξύ μέγιστης και ελάχιστης τιμής του ρυθμού μετάδοσης επίσης μεγάλη.



Σχήμα 2 : Πιθανότητα εμπλοκής μίας νέας εφαρμογής

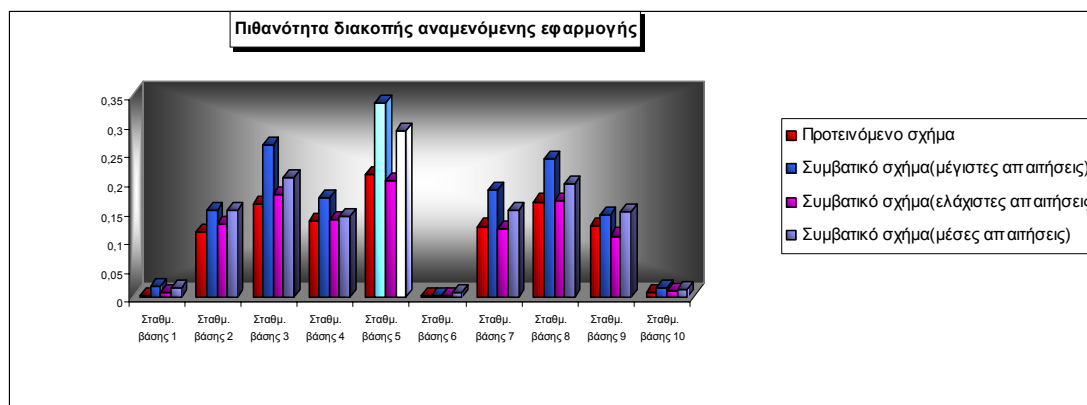
Ο λόγος που πρέπει κανείς προφανώς να επιλέξει το προτεινόμενο σχήμα από το συμβατικό με τις ελάχιστες απαιτήσεις είναι ότι τελικά επιτυγχάνει μεγαλύτερους ρυθμούς μετάδοσης για κάθε τύπο εφαρμογής αφού η απόφαση λαμβάνεται με βάση τις ελάχιστες απαιτήσεις αλλά στη συνέχεια ολόκληρη η χωρητικότητα της κυψέλης είναι διαθέσιμη στις εφαρμογές και δίνεται μία NBS λύση στο πρόβλημα. Ο μέσος ρυθμός μετάδοσης για τις FTP εφαρμογές προκύπτει ότι είναι 115.3kbps, για τις HTTP εφαρμογές 102.2kbps, 746kbps για τις εφαρμογές video και 79kbps για τις εφαρμογές VoIP. Με εξαίρεση το video όλοι οι υπόλοιποι τύποι εφαρμογών έχουν μέση τιμή πολύ κοντά στις μέγιστες απαιτήσεις τους. Αυτό δεν μπορεί να συμβεί στη συγκεκριμένη προσομοίωση για τις εφαρμογές τύπου video γιατί η χωρητικότητα κάθε κυψέλης είναι 2000 kbps και από την αρχή κιάλας της προσομοίωσης μειώνεται αρκετά ο ελεύθερος χώρος οπότε η NBS δίνει την καλύτερη(μέγιστη) τιμή που μπορεί να δώσει με την προϋπόθεση ότι δεν θέλουμε να αδικηθούν οι άλλοι τύποι εφαρμογών.



Σχήμα 3 : Μέσος ρυθμός μετάδοσης για κάθε τύπο εφαρμογής

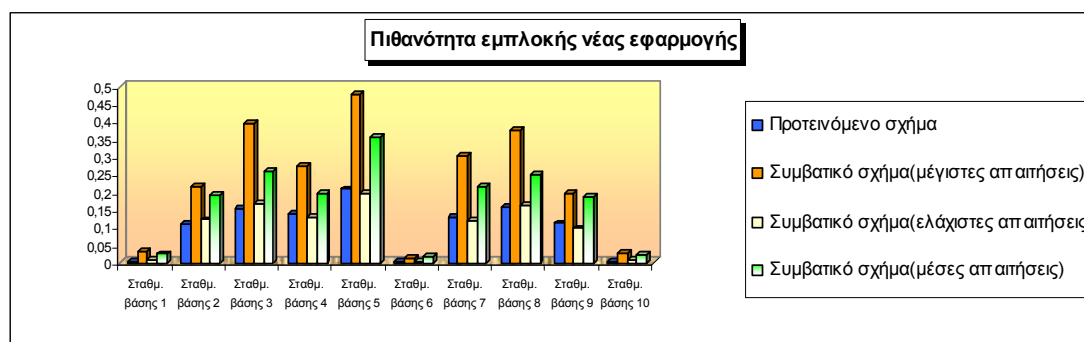
Στα παρακάτω διαγράμματα, φαίνεται η συμπεριφορά κάθε κυψέλης όσον αφορά τις μετρικές που αναφέρθηκαν παραπάνω, δηλαδή την πιθανότητα τερματισμού/ διακοπής μίας συνόδου εφαρμογής κατά τη μεταπομπή και την πιθανότητα τερματισμού μίας νέας κλήσης που εκκινείται εντός της κυψέλης.

Η εικόνα είναι και εδώ η αναμενόμενη. Η βελτίωση που επιφέρει το προτεινόμενο σχήμα είναι περισσότερο εμφανής στις κυψέλες με το μεγαλύτερο φόρτο δηλαδή στις κυψέλες 3,5 και 8. Με βάση το μοντέλο κινητικότητας που έχουμε επιλέξει για την προσομοίωση οι χρήστες έχουν την τάση να συγκεντρώνονται σε αυτές τις κυψέλες καθώς κινούνται μέσα στο δίκτυο. Αυτό αποδεικνύεται και αν υπολογίσει κανείς την πιθανότητα να βρίσκεται ένας χρήστης σε μία κυψέλη από τον πίνακα με τις πιθανότητες μετάβασης από κυψέλη σε κυψέλη. (βλέπε Ενότητα 8.1)



#### Σχήμα 4 : Πιθανότητα διακοπής αναμενόμενης εφαρμογής ανά σταθμό βάσης

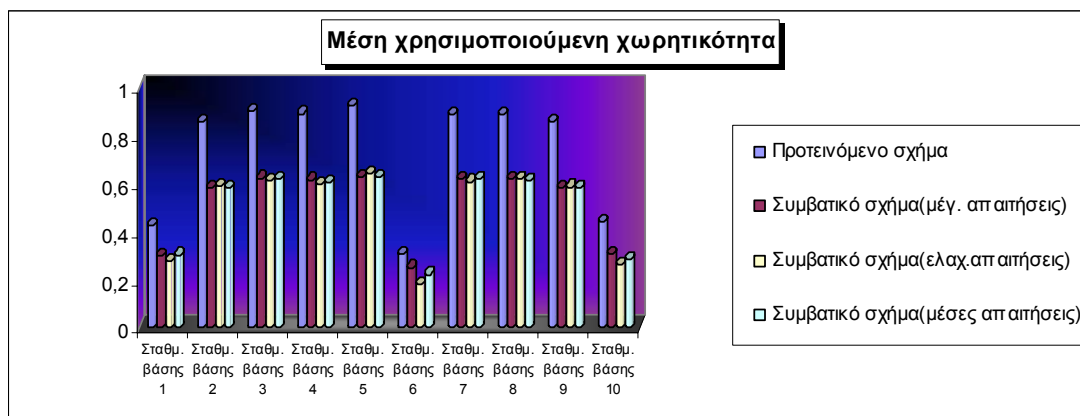
Το συμβατικό σχήμα με τις μέγιστες απαιτήσεις αδυνατεί να χειριστεί και τις νέες κλήσεις στις κυψέλες με το μεγαλύτερο φόρτο. Οι διαφορές ανάμεσα στο προτεινόμενο σχήμα και σε αυτό στην περίπτωση των νέων εφαρμογών είναι μεγαλύτερες. Η προδραστική εκχώρηση πόρων που εφαρμόζει το συμβατικό σχέδιο λαμβάνει υπ'όψιν τις μέγιστες απαιτήσεις των εφαρμογών. Έτσι σημαντικός χώρος σε κάθε σταθμό βάσης διατηρείται για τις αναμενόμενες εφαρμογές και ο χώρος που απομένει για να αποδοθεί στις νέες εφαρμογές δεν είναι αρκετός. Χαρακτηριστικό είναι ότι στην κυψέλη 5 σχεδόν των 50% των νέων κλήσεων απορρίπτεται σε αντίθεση με το προτεινόμενο σχέδιο που το ποσοστό αυτό είναι γύρω στο 20%.



#### Σχήμα 5 : Πιθανότητα τερματισμού νέας εφαρμογής ανά σταθμό βάσης

Το προτεινόμενο σχήμα προκύπτει ότι αυξάνει και τη συνολική απόδοση του δικτύου αφού ο βαθμός αξιοποίησης της χωρητικότητας κάθε κυψέλης είναι σημαντικά μεγαλύτερος. Στο παρακάτω διάγραμμα εικονίζεται το μέσο ποσοστό χρησιμοποίησης της συνολικής χωρητικότητας κάθε κυψέλης.

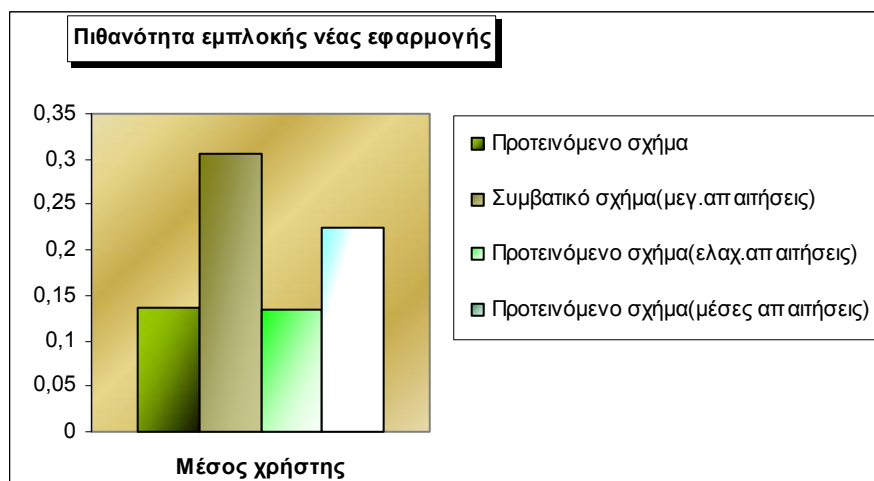
Το ποσοστό αυτό προκύπτει από τη χωρητικότητα της κυψέλης που αποδίδεται στις ενεργές εφαρμογές και όχι στην ελάχιστη χωρητικότητα που έχει δεσμευθεί για κάθε μία από αυτές από το μηχανισμό ελέγχου αποδοχής κλήσεων.



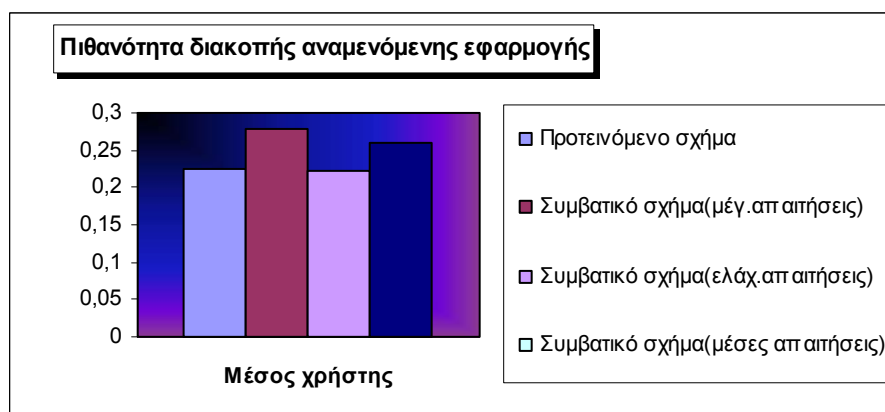
Σχήμα 6 : Ποσοστό χρησιμοποιούμενης χωρητικότητας ανά κυψέλη

Οι τρεις εκδοχές του συμβατικού σχήματος παρουσιάζουν σχεδόν το ίδιο ποσοστό αξιοποίησης των πόρων κάθε κυψέλης. Το συμβατικό σχήμα με τις μέγιστες απαιτήσεις διαχειρίζεται λιγότερες εφαρμογές γενικά αφού έχει πολύ μεγαλύτερο ποσοστό διακοπής νέων εφαρμογών, υποθέτοντας ότι ο μέσος αριθμός εφαρμογών που ζητούν εκκίνηση σε μία προσομοίωση δεν διαφέρει σημαντικά από πείραμα σε πείραμα. Έτσι έχουμε λιγότερες εφαρμογές γενικά να τρέχουν στο σύστημα αλλά αυτό αντισταθμίζεται από το γεγονός ότι σε αυτές έχει εκχωρηθεί η μέγιστη απαίτησή τους σε εύρος ζώνης. Από την άλλη πλευρά, το συμβατικό σχήμα με τις ελάχιστες απαιτήσεις διαχειρίζεται πολύ περισσότερες εφαρμογές, περίπου όσες και το προτεινόμενο σχέδιο αλλά σε αυτές αποδίδει την ελάχιστη απαίτησή τους σε εύρος ζώνης. Για αυτό το λόγο παρουσιάζει σχεδόν ίδιο βαθμό χρησιμοποίησης με το συμβατικό σχέδιο των μέγιστων απαιτήσεων αλλά σημαντικά χαμηλότερο ποσοστό σε σχέση με το προτεινόμενο σχέδιο.

Τέλος, αν δούμε τα αποτελέσματα ανά χρήστη/κινητό τερματικό οι πιθανότητες διακοπής κλήσης στη μεταπομπή και οι πιθανότητες απόρριψης νέας κλήσης για τα τέσσερα σχήματα που έχουν συζητηθεί εικονίζονται παρακάτω.



Σχήμα 7 : Πιθανότητα εμπλοκής νέας κλήσης για μέσο χρήστη

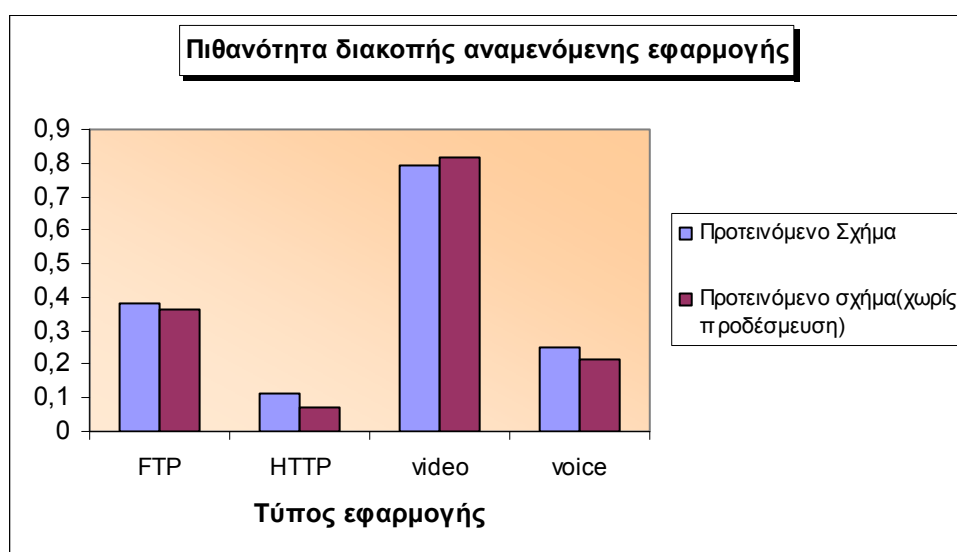


Σχήμα 8 : Πιθανότητα διακοπής αναμενόμενης εφαρμογής για το μέσο χρήστη

Και σε αυτή την περίπτωση το προτεινόμενο σχήμα παρουσιάζει καλύτερη συμπεριφορά τόσο στις αναμενόμενες όσο και στις νέες εφαρμογές. Όσον αφορά τις αναμενόμενες εφαρμογές οι διαφορές είναι μικρότερες. Ένα τμήμα των προδεδειγμένων που γίνονται είναι τελικά άχρηστο είτε γιατί οι εφαρμογές τερμάτισαν πριν τη μεταπομπή ή γιατί το κινητό τερματικό κινήθηκε προς μία διαφορετική από την προβλεπόμενη κυψέλη. Επομένως, όσο μεγαλύτερες είναι οι απαιτήσεις των εφαρμογών τόσο μεγαλύτερος θα είναι και ο χώρος που προσωρινά μένει αναξιοποίητος και θα μπορούσε να χρησιμοποιηθεί για την εξυπηρέτηση των νέων εφαρμογών. Αυτό σε συνδυασμό με το γεγονός ότι οι νέες εφαρμογές στο συμβατικό σχήμα με τις μέγιστες απαιτήσεις ζητούν για την εκκίνησή τους μέγιστο ρυθμό μετάδοσης εξηγεί την μεγάλη διαφορά που

παρατηρείται στο διάγραμμα στην πιθανότητα απόρριψης μιας νέας κλήσης ανάμεσα στο προτεινόμενο πλαίσιο και στο συμβατικό πλαίσιο με τις μέγιστες απαιτήσεις.

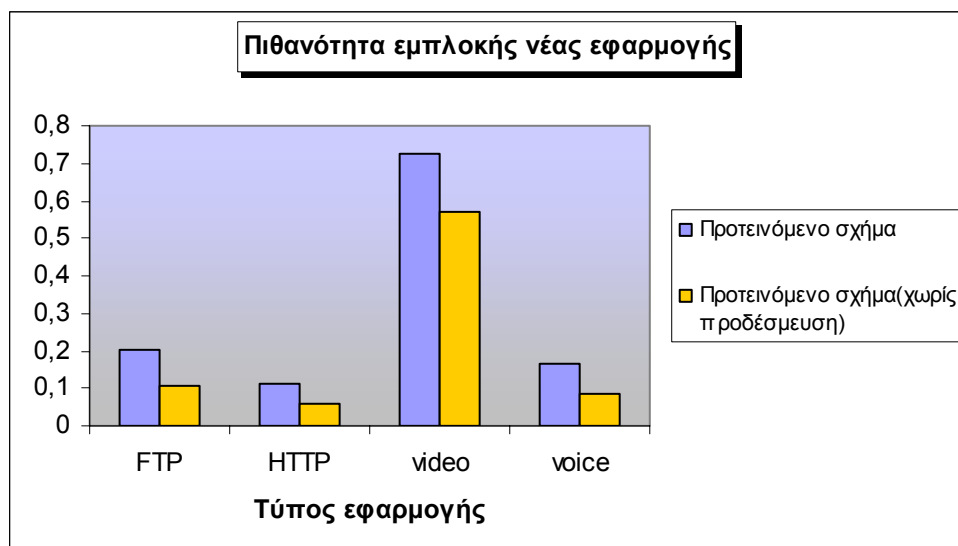
Αν εκτελέσουμε την παραπάνω προσομοίωση και για την περίπτωση ενός πλαισίου που λειτουργεί όπως το προτεινόμενο πλαίσιο, δηλαδή διαμοιράζει τους πόρους με βάση την NBS του προβλήματος αλλά δεν χρησιμοποιεί προδραστική δέσμευση πόρων προκύπτουν τα παρακάτω διαγράμματα.



Σχήμα 9 : Πιθανότητα διακοπής αναμενόμενης εφαρμογής

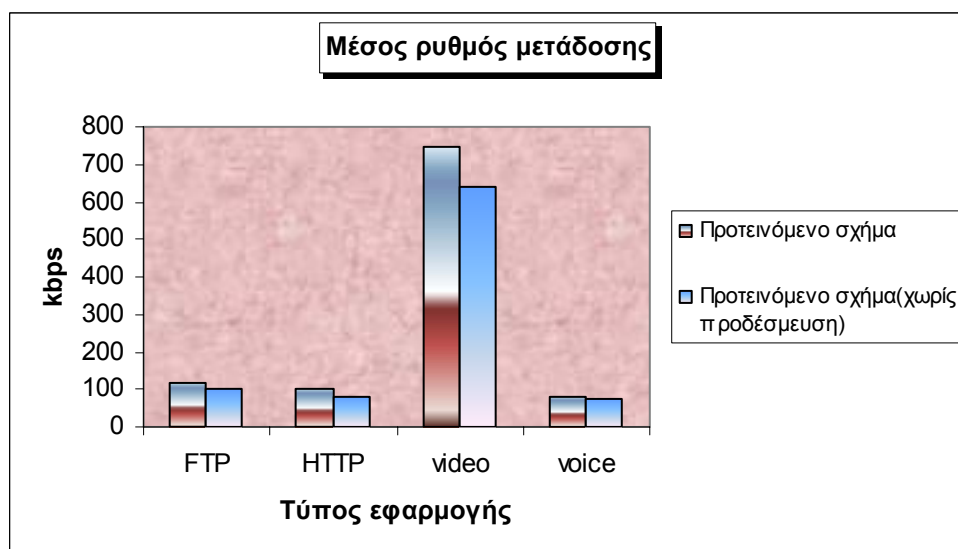
Όσον αφορά στις αναμενόμενες εφαρμογές τα δύο πλαίσια εμφανίζουν την ίδια περίπου συμπεριφορά. Για τις νέες όμως εφαρμογές η πιθανότητα απόρριψης μιας εφαρμογής είναι πολύ μικρότερη στο πλαίσιο όπου δεν γίνεται προδέσμευση για όλων των τύπων τις εφαρμογές.





Σχήμα 10 : Πιθανότητα εμπλοκής νέας εφαρμογής

Το δεύτερο πλαίσιο έχει πολύ περισσότερο χώρο ελεύθερο σε κάθε κυψέλη και μπορεί να εξυπηρετήσει καλύτερα τις νέες εφαρμογές. Έτσι ο συνολικός αριθμός ενεργών εφαρμογών σε κάθε κυψέλη που διαχειρίζεται είναι μεγαλύτερος από τον αντίστοιχο του προτεινόμενου σχεδίου. Η NBS λύση που δίνεται στο πρόβλημα έχει ως αποτέλεσμα να αποδίδει μικρότερους ρυθμούς στις διάφορες εφαρμογές κάτι που αντικατοπτρίζεται και στο παρακάτω διάγραμμα.



Σχήμα 11 : Μέσος ρυθμός μετάδοσης ανά τύπο εφαρμογής

Ο μέσος ρυθμός μετάδοσης είναι σε αυτή την περίπτωση για τις FTP εφαρμογές 103.3kbps, για τις HTTP 77.4kbps, για τις video 642.1 kbps και για τις VoIP 74kbps.

Από τα παραπάνω διαγράμματα προκύπτει ότι το προτεινόμενο πλαίσιο έχει περιθώρια βελτίωσης ώστε να επιτύχει όσο το δυνατόν μικρότερη πιθανότητα διακοπής εφαρμογών κατά τη μεταπομπή χωρίς όμως να θυσιάσει τις απαιτήσεις των χρηστών σε ρυθμούς μετάδοσης για τους διάφορους τύπου εφαρμογών και ταυτόχρονα να διατηρήσει και μία χαμηλή πιθανότητα απόρριψης νέων εφαρμογών. Αυτό είναι εφικτό αν εφαρμοστεί ένα πιο εξελιγμένο σχέδιο προδέσμευσης πόρων που θα λαμβάνει υπ'όψιν την προτεραιότητα κάθε εφαρμογής, τη μέση διάρκειά της και άλλα χαρακτηριστικά. Παράλληλα, οι αιτήσεις για προδέσμευση πόρων που γίνονται από κάθε κινητό τερματικό θα πρέπει να ανανεώνονται πιο συχνά.

## ΚΕΦΑΛΑΙΟ 10

### **ΣΥΜΠΕΡΑΣΜΑΤΑ ΚΑΙ ΜΕΛΛΟΝΤΙΚΗ ΔΟΥΛΕΙΑ**

Από όλα τα παραπάνω συμπεραίνουμε ότι το προτεινόμενο σχήμα παρουσιάζει γενικά μία καλή συμπεριφορά αλλά παράλληλα είναι δυνατόν να δεχθεί και περαιτέρω βελτιώσεις.

Συγκρινόμενο με τις υπόλοιπες παραλλαγές που είναι βασισμένες σε στατική εκχώρηση πόρων (μέγιστες, ελάχιστες, μέσες απαιτήσεις), το προτεινόμενο σχήμα αποδεικνύεται πιο αποδοτικό, τόσο στη διαχείριση των συνόδων εφαρμογών που είναι σε εξέλιξη τη στιγμή της μεταπομπής, όσο και των νέων εφαρμογών που ζητούν εκκίνηση. Συγκεκριμένα, επιτυγχάνει μικρότερη πιθανότητα εμπλοκής για τις παραπάνω εφαρμογές και σε επίπεδο χρήστη και σε επίπεδο τύπου εφαρμογής. Το εύρος ζώνης της κυψέλης χρησιμοποιείται με πιο αποδοτικό τρόπο με αποτέλεσμα να εξυπηρετείται μεγαλύτερο πλήθος εφαρμογών. Επιπλέον ο μέσος ρυθμός μετάδοσης για τους 3 τύπους εφαρμογών με τις χαμηλότερες απαιτήσεις (FTP, HTTP, VoIP) πλησιάζει τις μέγιστες απαιτήσεις των χρηστών.

Από την άλλη πλευρά, στην παρούσα υλοποίηση, το σχήμα με την εφαρμογή προδέσμευσης δεν επιτυγχάνει καλύτερα αποτελέσματα από ένα συμβατικό σχήμα (χωρίς προδέσμευση). Αυτό οφείλεται σε μία πληθώρα παραγόντων.

Μεγάλη σημασία έχει ο τρόπος με τον οποίο θα γίνονται οι αιτήσεις προδέσμευσης. Το τερματικό μπορεί να έχει τη δυνατότητα υποβολής περισσότερων της μίας αιτήσεων για προδέσμευση ανάλογα με την προτεραιότητα κάθε εφαρμογής, με το χρόνο που υπολογίζει ότι θα διαρκέσει, με βάση κάποιο ιστορικό των εφαρμογών του που διατηρεί και ανάλογα με τη συμπεριφορά του συγκεκριμένου χρήστη. Θα πρέπει να δοθεί προσοχή στον τρόπο ενημέρωσης της ουράς των εφαρμογών που δεν πέτυχαν προδέσμευση από τον κάθε σταθμό βάσης. Και εδώ η επιλογή θα πρέπει να γίνεται με βάση και κάποια άλλα χαρακτηριστικά των εφαρμογών ή των αντίστοιχων τερματικών.

Ένας πιθανός λόγος που, στην παρούσα φάση, η προδέσμευση δεν επιφέρει σημαντικές βελτιώσεις είναι ότι υπάρχει ένα ποσοστό εφαρμογών για τις οποίες

γίνεται προδέσμευση που όμως τερματίζουν πριν τη μεταπομπή. Η χωρητικότητα που είχε διατηρηθεί για την προδέσμευση θα μπορούσε να είχε διατεθεί σε άλλες «αναμενόμενες» εφαρμογές ή και σε κάποια νέα, που εκκινείται εντός της κυψέλης. Μία πιθανή βελτίωση θα μπορούσε, λοιπόν, να είναι το κάθε τερματικό να ενημερώνει την (πιθανή) επόμενη κυψέλη για κάθε εφαρμογή του που τερματίζει πριν τη μεταπομπή, ώστε η αντίστοιχη προδέσμευση να ακυρωθεί και οι πόροι που διατηρούνταν για αυτή, να μπορέσουν να διατεθούν σε άλλες εφαρμογές.

Παράλληλα, θα μπορούσε να εφαρμοστεί ένα σχήμα που να έχει τα χαρακτηριστικά του προτεινόμενου και επιπλέον παρόλο που η χωρητικότητα η οποία μοιράζεται σε αναμενόμενες ή νέες εφαρμογές είναι κοινή, ο μηχανισμός ελέγχου αποδοχής να εφαρμόζει κάποιους περιορισμούς. Για παράδειγμα αν διαπιστώσει ότι υπάρχει ένας σημαντικός αριθμός από αναμενόμενες εφαρμογές με μεγάλες απαιτήσεις σε εύρος ζώνης για τις οποίες δεν κατάφερε ως τώρα να κάνει προδέσμευση, να δεσμεύει χώρο για αυτές και να μην παραχωρεί το χώρο αυτό σε νέες εφαρμογές που εντωμεταξύ μπορεί να έχουν προκύψει ή να υπάρχει ένα ποσοστό της συνολικής χωρητικότητας το οποίο να διαθέτει αποκλειστικά και μόνο στις αναμενόμενες εφαρμογές.

Τέλος, θα ήταν χρήσιμο να προταθεί ένα σχήμα για την περίπτωση που οι σταθμοί βάσης διαθέτουν στα τερματικά και άλλους πόρους εκτός από εύρος ζώνης. (π.χ μνήμη) οπότε είναι αναγκαίο να ληφθεί υπόψη η ιδιαιτερότητα κάθε τύπου εφαρμογής και ο συνδυασμός των απαιτήσεων που μπορεί να έχει.

Σε κάθε περίπτωση, ο στόχος είναι το σχήμα που θα υιοθετηθεί για το διαμοιρασμό των πόρων να έχει ευελιξία και να προσαρμόζεται σε διαφορετικές συνθήκες φόρτου του δικτύου καθώς και στις μεταβαλλόμενες απαιτήσεις των χρηστών. Όλα τα παραπάνω θα μπορούσαν να αποτελέσουν επεκτάσεις της παρούσας εργασίας και πιθανώς το ερέθισμα για σχετική μελλοντική δουλειά. Συγκεκριμένα, θα ήταν ενδιαφέρον να εφαρμοστούν οι σχετικές βελτιώσεις/επεκτάσεις στο τρέχον πλαίσιο και να αξιολογηθούν ως προς την αποτελεσματικότητά τους και την βελτίωση που επιφέρουν σε σχέση με την παρούσα φάση της εργασίας.

## **ΒΙΒΛΙΟΓΡΑΦΙΑ**

- [1] S. Hadjiefthymiadis, L. Merakos, "Proxies +Path Prediction: Improving Web Service Provision in Wireless Mobile Communications", *MONET* 8(4), pp.389-399, 2003
- [2] S. Hadjiefthymiadis, S. Papayiannis and L. Merakos, "Using Path Prediction to Improve TCP Performance in Wireless/Mobile Communications", *IEEE Communications Magazine*, Vol.40 No.8, August 2002
- [3] M.Sidi and D.Starobinski, "New Call Blocking versus Handoff Blocking in Cellular Networks", *Kluwer Wireless Networks*, Vol. 3, Issue 1, 1997.
- [4] Y. Zhang, D. Liu, "An Adaptive Algorithm for Call Admission Control in Wireless Networks", in the *Proceedings of the IEEE Global Communications Conference*, San Antonio, TX, Nov.2001, pp.3628-3432.
- [5] O. Yu, V. Leung, "Adaptive Algorithm for Prioritized Call Admission over an ATM-based Wireless PCN", *IEEE JSAC*, Vol.15,no. 7,September 1997, pp.1208-25.
- [6] C. Oliveira, J. Kim, T. Suda, "An Adaptive Bandwidth Reservation Scheme for High-speed multimedia Wireless Networks", *IEEE JSAC*, vol. 16, no.6, Aug. 1998, pp.858-74.
- [7] D. Levine, I. Akyildiz, M. Naghshineh, "A Resource Estimation and Call Admission Algorithm for Wireless Multimedia Networks Using the Shadow Cluster Concept", *IEEE/ACM Trans. Networking*, vol. 5, no.5, no1, Feb.1997, pp.1-12.
- [8] D. Hong, S. Rappaport, "Traffic Model and Performance Analysis for Cellular Mobile Radio Telephone Systems with Prioritized and Non-Prioritized Handoff Procedures", *IEEE Trans. Veh. Technol.* Vol.VT-35, no. 3, Aug.1986, pp.77-92.
- [9] R.Guerin, "Queuing-blocking system with two arrival streams and guard channels, " *IEEE Trans. Commun.*, vol.36, pp.153-63, Feb.1988.

- [10] G. Liu, G. Maguire Jr, "A Class of Mobile Motion Prediction Algorithms for Wireless mobile Computing and Communications", MONET, Vol. 1, pp.113-121, 1996.
- [11] T.Liu, P.Bahl, I.Chlamtac,"Mobility Modeling, Location Tracking and Trajectory Prediction in Wireless ATM Networks", IEEE JSAC, Vol.16, No 6, August 1998.
- [12] A.Aljadhai, T.Znati, "Predictive Mobility Support for QoS Provising in Mobile Wireless Environments", IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Vol.19, No.10, October 2001.
- [13] A. Bhattacharya, S. Das, "LeZi Update: An Information Theoretic Approach to Track mobile Users in PCS Networks", proceedings of ACM/IEEE Mobicom '99, Seattle, USA, August 1999.
- [14] D.Fudenberg, J.Tirole, "Game Theory", MIT Press, Cambridge (MA), 1991.
- [15] Haikel Yaiche, Ravi R. Mazumdar and Catherine Rosenberg, "A Game Theoretic Framework for Bandwidth Allocation and Pricing in Broadband Networks", IEEE/ACM Transactions on Networking, Vol.8, No.5, October 2000
- [16] M.Kyriakakos, S.Hadjieftymiades, N.Fragkiadakis, L.Merakos, "Enhanced Path Prediction for Network Resource Management in Wireless LANs", in IEEE Wireless Communications Magazine, Special issue on "The Evolution of Wireless LANs and PANs", Vol.10 No.6, December 2003.
- [17] M. Zonoozi, P. Dassanayake, "User Mobility Modeling and Characterization of Mobility Patterns", IEEE JSAC, Vol.15, No.7, 1997.
- [18] A. Stefanescu, M. W. Stefanescu, "The Arbitrated Solution for Multiobjective Convex Programming", Rev. Roum. Math. Pure Applicat., vol. 29, pp. 593-598, 1984.
- [19] H. Yaiche, R.M.Mazumdar, C. Rosenberg, "A Game Theoretic Framework for Bandwidth Allocation and Pricing in Broadband Networks", IEEE/ACM Transactions on Networking, October 2000, vol. 8, pp. 667-678.
- [20] D.P. Bertsekas, "Nonlinear Programming", Belmont, MA: Athena Scientific, 1995.

[21] W. H. Marlow, "Mathematics for Operations Research", John Wiley & Sons, 1978.

[22] F. Kelly, "Charging and Rate Control for Elastic Traffic," Eur. Trans. Telecommun.--Focus on Elastic Services Over ATM Networks, vol. 8, no. 1, pp. 33-37, 1997

[23] D. P. Bertsekas, J. N. Tsitsiklis, "Parallel and Distributed Computation: Numerical Methods", Belmont, MA: Athena Scientific, 1997.

## Ακρωνύμια

NBS	Nash Bargaining Solution
FTP	File Transfer Protocol
TCP/IP	Transmission Control Protocol/ Internet Protocol
HTTP	HyperText Transfer Protocol
VoIP	Voice Over IP
PPA	Path Prediction Algorithm
GPS	Global Positioning System
ΕΚΠΑ	Εθνικό και Καποδιστριακό Πανεπιστήμιο Αθηνών