



**ΕΘΝΙΚΟ ΚΑΙ ΚΑΠΟΔΙΣΤΡΙΑΚΟ ΠΑΝΕΠΙΣΤΗΜΙΟ ΑΘΗΝΩΝ**  
**ΣΧΟΛΗ ΘΕΤΙΚΩΝ ΕΠΙΣΤΗΜΩΝ**  
**ΤΜΗΜΑ ΠΛΗΡΟΦΟΡΙΚΗΣ ΚΑΙ ΤΗΛΕΠΙΚΟΙΝΩΝΙΩΝ**  
**ΠΡΟΓΡΑΜΜΑ ΜΕΤΑΠΤΥΧΙΑΚΩΝ ΣΠΟΥΔΩΝ**

**ΔΙΠΛΩΜΑΤΙΚΗ ΕΡΓΑΣΙΑ**

**Διαχείριση πόρων σε ασύρματα δίκτυα με τη χρήση  
παιγνιοθεωρητικών μεθόδων**

**Ηλίας Χατζηδρόσος ΜΟΠ 018**

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

**Γεώργιος Αλυφαντής, Υποψήφιος Διδάκτωρ ΕΚΠΑ**

**ΑΘΗΝΑ**  
**ΣΕΠΤΕΜΒΡΙΟΣ 2006**



**ΕΘΝΙΚΟ ΚΑΙ ΚΑΠΟΔΙΣΤΡΙΑΚΟ ΠΑΝΕΠΙΣΤΗΜΙΟ ΑΘΗΝΩΝ**  
**ΣΧΟΛΗ ΘΕΤΙΚΩΝ ΕΠΙΣΤΗΜΩΝ**  
**ΤΜΗΜΑ ΠΛΗΡΟΦΟΡΙΚΗΣ ΚΑΙ ΤΗΛΕΠΙΚΟΙΝΩΝΙΩΝ**  
**ΠΡΟΓΡΑΜΜΑ ΜΕΤΑΠΤΥΧΙΑΚΩΝ ΣΠΟΥΔΩΝ**

**ΔΙΠΛΩΜΑΤΙΚΗ ΕΡΓΑΣΙΑ**

**Διαχείριση πόρων σε ασύρματα δίκτυα με τη χρήση  
παιγνιοθεωρητικών μεθόδων**

**Ηλίας Χατζηδρόσος ΜΟΠ 018**

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

**Γεώργιος Αλυφαντής, Υποψήφιος Διδάκτωρ ΕΚΠΑ**

**ΑΘΗΝΑ**  
**ΣΕΠΤΕΜΒΡΙΟΣ 2006**

## **ΔΙΠΛΩΜΑΤΙΚΗ ΕΡΓΑΣΙΑ**

Διαχείριση πόρων σε ασύρματα δίκτυα με τη χρήση παιγνιοθεωρητικών μεθόδων

**Ηλίας Χατζηδρόσος**

A.M.: ΜΟΠ 018

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

**Γεώργιος Αλυφαντής**, Υποψήφιος Διδάκτωρ ΕΚΠΑ

**Εξεταστική Επιτροπή:**

**Ευστάθιος Χατζηευθυμιάδης**, Επίκουρος Καθηγητής ΕΚΠΑ

ΣΕΠΤΕΜΒΡΙΟΣ 2006

## ΠΕΡΙΛΗΨΗ

Η εργασία αυτή πραγματεύεται το θέμα διαχείρισης πόρων σε ασύρματα δικτυακά περιβάλλοντα εφαρμόζοντας τη λύση του συνεργατικού παιγνίου του Nash, που προέρχεται από τη θεωρία παιγνίων. Η εκχώρηση πόρων στις εφαρμογές αντιμετωπίζεται σαν ένα παίγνιο, όπου κάθε εφαρμογή είναι ένας παίκτης και ο σταθμός βάσης είναι ο διαιτητής. Η εφαρμογή της λύσης του Nash αντιστοιχεί κάθε εφαρμογή που εκκινεί σε μια κυψέλη σε μια συνάρτηση χρησιμότητας, που αντικατοπτρίζει τις ανάγκες της σε εύρος ζώνης. Βάσει αυτής της υπόθεσης ο σταθμός βάσης υπολογίζει το εύρος ζώνης που αντιστοιχεί σε κάθε εφαρμογή, οδηγώντας έτσι σε πιο αποτελεσματική κατανομή των πόρων του δικτύου. Παράλληλα, στο σύστημα που προτείνεται υπάρχει και η δυνατότητα δυναμικής δέσμευσης πόρων από εφαρμογές που πρόκειται να μεταπεμφθούν από μια κυψέλη σε κάποια γειτονική, βάσει ενός αλγορίθμου πρόβλεψης κίνησης. Με αυτό τον τρόπο εξασφαλίζεται η ομαλή συνέχιση των εφαρμογών αυτών στη νέα κυψέλη. Η αποδοτικότητα της συνεργατικής λύσης του Nash όσον αφορά τη χρησιμοποίηση πόρων ενός σταθμού βάσης, καθώς και της προδραστικής δέσμευσης πόρων εξετάζεται με τη βοήθεια προγράμματος προσομοίωσης, που αναπτύχθηκε στα πλαίσια της εργασίας.

## **ABSTRACT**

In this work we address the issue of resource management in wireless cellular environments using the Nash bargaining solution, derived from game theory in economics. Resource allocation among nodes is treated as a cooperative game, where each application is a player and the base station is the arbitrator. The implementation of Nash's solution corresponds every application that starts in a given cell to a utility function, which depicts its needs in terms of bandwidth. Based on this assumption the base station calculates the bandwidth for each application trying to exploit all available resources, leading to an efficient allocation of network resources. Furthermore, in the discussed system, there is the capability of proactive resource allocation by applications that are about to be transferred to a new cell, based on a path prediction algorithm. Thus, it can be guaranteed that these applications will not be dropped upon handover. The efficiency of the bargaining solution by Nash in terms of use of available resources of a base station, as well as the efficiency of proactive resource allocation is being investigated through a simulation program, developed in the context of this work.

## Περιεχόμενα

1. Εισαγωγή .....	6
1.1 Ασύρματα Κυψελωτά Δίκτυα .....	6
1.2 Σκοπός της εργασίας – Δομή .....	8
2. Αρχιτεκτονική Συστήματος .....	9
2.1 Εισαγωγή .....	9
2.2 Έλεγχος αποδοχής κλήσης (Call Admission Control) .....	10
2.2.1 Εισαγωγή .....	10
2.2.2 Ανασκόπηση βιβλιογραφίας .....	11
2.2.3 Προτεινόμενη Προσέγγιση .....	12
2.3. Αλγόριθμος Πρόβλεψης Κίνησης (PPA) και Δυναμική Δέσμευση Πόρων .....	14
2.3.1 Εισαγωγή .....	14
2.3.2 Ανασκόπηση Βιβλιογραφίας .....	15
2.3.3 Αλγόριθμος Πρόβλεψης Κίνησης στο προτεινόμενο πλαίσιο .....	16
2.4 Παιγνιοθεωρητικές Μέθοδοι - Nash Bargaining Solution (NBS) .....	20
2.4.1 Γενικά περί NBS .....	20
2.4.2 Εφαρμογή του NBS στο σύστημά μας .....	23
2.4.3 Εφαρμογή Αλγορίθμου .....	31
3. Προσομοίωση .....	32
3.1 Εισαγωγή .....	32
3.2. Μετρούμενα μεγέθη .....	33
3.3 Παράμετροι Προσομοίωσης .....	34
3.4 Παρουσίαση των αρχιτεκτονικών προς σύγκριση .....	42
3.4.1 Εφαρμογές με σταθερό εύρος ζώνης, μη ύπαρξη PPA .....	42
3.4.2 Εφαρμογές με σταθερό εύρος ζώνης, ύπαρξη PPA .....	44
3.5 Μέθοδος Προσομοίωσης .....	44
4. Αποτελέσματα Προσομοίωσης .....	44
5. Ανακεφαλαίωση – Συμπεράσματα .....	58
Βιβλιογραφία .....	60

## 1. Εισαγωγή

### 1.1 Ασύρματα Κυψελωτά Δίκτυα

Τα σύγχρονα ασύρματα δίκτυα προσφέρουν στο χρήστη τη δυνατότητα απρόσκοπτης πρόσβασης σε αυτά από οποιοδήποτε σημείο αυτός επιθυμεί. Η σχεδίαση αυτών των δικτύων βασίζεται στο μοντέλο κυψελών που επιτρέπει την αποτελεσματική χρήση του περιορισμένου φάσματος συχνοτήτων [1]. Κάθε κυψέλη ελέγχεται από έναν σταθμό βάσης, ο οποίος επικοινωνεί ασύρματα με όλα τα κινητά τερματικά που βρίσκονται εντός των ορίων του. Σε κάθε κυψέλη εκχωρείται ένα σύνολο συχνοτήτων το οποίο χρησιμοποιούν οι κινητοί σταθμοί για την επικοινωνία τους με το σταθμό βάσης. Όπως είναι προφανές γειτονικές κυψέλες έχουν διαφορετικά σύνολα συχνοτήτων, ούτως ώστε να αποφεύγονται οι μεταξύ τους παρεμβολές, κάτι που θα ήταν καταστροφικό για το δίκτυο. Παράλληλα οι σταθμοί βάσης επικοινωνούν μεταξύ τους, χρησιμοποιώντας ως επί το πλείστον σταθερά τοπικά δίκτυα (fixed LAN). Επομένως η κυψέλη είναι η γεωγραφική περιοχή μέσα στην οποία ο κινητός σταθμός επικοινωνεί με το σταθμό βάσης που ελέγχει τη συγκεκριμένη κυψέλη. Οι κυψέλες είναι διατεταγμένες η μια δίπλα στην άλλη με τέτοιο τρόπο ώστε να εξασφαλίζεται η συνέχεια της επικοινωνίας του τερματικού σταθμού. Το ότι ένας κινητός σταθμός βρίσκεται σε μια κυψέλη δεν σημαίνει ότι λαμβάνει σήμα μόνο από το σταθμό βάσης που ελέγχει τη συγκεκριμένη κυψέλη. Λαμβάνει σήματα και από γειτονικούς σταθμούς βάσης, τα οποία δειγματοληπτεί και μετρά την έντασή τους έτσι ώστε κάθε φορά να επιλέγει να εξυπηρετηθεί από το σταθμό βάσης με το καλύτερο λόγο σήματος προς θόρυβο. Αυτή η αλλαγή κυψέλης είναι η λεγόμενη μεταπομπή (handoff).

Για να μπορέσει ένας χρήστης να επικοινωνήσει είτε με κάποιον άλλο χρήστη, είτε με κάποιο σταθμό βάσης, πρέπει να αποκτήσει ένα κανάλι επικοινωνίας από το σταθμό βάσης από τον οποίο λαμβάνει το καλύτερο σήμα. Συνήθως με τον όρο κανάλι επικοινωνίας εννοούμε ένα ζεύγος χρονοθυρίδων πάνω σε φέρουσες συχνότητες (μία χρονοθυρίδα για την φέρουσα επικοινωνίας από τον τερματικό σταθμό προς τον σταθμό βάσης-uplink και μία χρονοθυρίδα στην φέρουσα επικοινωνίας από το σταθμό βάσης προς το κινητό τερματικό – downlink). Εφόσον υπάρχει διαθέσιμο κανάλι τότε η εφαρμογή μπορεί να ξεκινήσει, ειδάλλως απορρίπτεται (call blocking) και ο χρήστης πρέπει να περιμένει μέχρι να ελευθερωθούν πόροι για να αιτηθεί εκ νέου την εκκίνησή της. Το ίδιο ισχύει και στην περίπτωση που ο χρήστης αναγκάζεται να μεταφέρει τις εφαρμογές του από μία κυψέλη σε μία άλλη, δηλαδή κατά τη διαδικασία της μεταπομπής. Εφόσον στη νέα κυψέλη υπάρχουν ελεύθερα κανάλια τότε μπορεί να τις μεταφέρει, σε διαφορετική

Διαχείριση πόρων σε ασύρματα δίκτυα με τη χρήση παιγνιοθεωρητικών μεθόδων

περίπτωση όμως αυτές απορρίπτονται από τη νέα κυψέλη και ο χρήστης οφείλει να τις εκκινήσει από την αρχή στη νέα κυψέλη. Αυτή είναι η περίπτωση της απόρριψης μεταπομπής (handoff blocking). Η διαδικασία αυτή που εφαρμόζεται κάθε φορά που μια εφαρμογή προσπαθεί να αποκτήσει πόρους σε μια κυψέλη ονομάζεται Έλεγχος Αποδοχής Κλήσης (Call Admission Control).

Παράλληλα με την αίτηση για εκχώρηση καναλιού ο χρήστης αιτείται και το εύρος ζώνης που επιθυμεί να έχει στη διάθεσή του. Η πιο κλασική μέθοδος εκχώρησης εύρους ζώνης είναι αυτή που αντιστοιχίζει μια εφαρμογή με ένα συγκεκριμένο εύρος και εφόσον μπορεί το δίκτυο να διαθέσει τόσο, τότε η εφαρμογή εκτελείται, ειδάλλως απορρίπτεται. Αυτή η αντιμετώπιση είναι λογική για εφαρμογές όπως π.χ. η μετάδοση φωνής, οι οποίες απαιτούν ένα συγκεκριμένο εύρος ζώνης. Υπάρχουν ωστόσο πολλές εφαρμογές για τις οποίες δεν είναι δυνατόν να υπάρξει πρόβλεψη των απαιτήσεών τους εκ των προτέρων, αλλά έχουν αυστηρές απαιτήσεις όσον αφορά την απώλεια πακέτων και μπορούν να υποστούν μεταβολές στις καθυστερήσεις μεταφοράς. Αυτές είναι οι λεγόμενες ελαστικές υπηρεσίες (elastic services) [2]. Αυτό σημαίνει ότι οι ταχύτητες μεταφοράς δεδομένων των εφαρμογών αυτών από τις πηγές (κινητό τερματικό ή σταθμός βάσης) μπορεί να αλλάζουν με την πάροδο του χρόνου και ανάλογα με το συνολικό διαθέσιμο εύρος ζώνης. Προσαρμόζοντας τις ταχύτητες μεταφοράς δεδομένων αυτών των εφαρμογών ανάλογα με τις συνθήκες (συμφόρηση) που επικρατούν στο δίκτυο επιτυγχάνεται η εκτέλεση περισσότερων εφαρμογών και κατά συνέπεια η καλύτερη εκμετάλλευση των πόρων του δικτύου. Βέβαια η διαχείριση των ανταγωνιστικών αυτών εφαρμογών εγείρει αρκετά ζητήματα που οφείλουν να αντιμετωπιστούν, όπως:

1. η αποτελεσματική εκχώρηση του εύρους ζώνης στις διάφορες εφαρμογές λαμβάνοντας υπόψη τις διαφορετικές ανάγκες τους
2. η δικαιοσύνη στην κατανομή των πόρων
3. η δυνατότητα να επιτευχθεί αυτός ο διαμοιρασμός χωρίς να εισάγεται μεγάλος πλεονασμός στο δίκτυο, δηλαδή χωρίς να παρεμποδίζονται ή να καθυστερούν άλλες λειτουργίες (όπως π.χ. η μεταπομπή)

Για την αντιμετώπιση ακριβώς αυτών των ζητημάτων που αφορούν την δίκαιη και αποτελεσματική εκχώρηση πόρων κάνουμε χρήση του συνεργατικού παιγνίου του Nash, που χρησιμοποιήθηκε από τον περίφημο οικονομολόγο John Nash για την εύρεση λύσης σε συνεργατικά παίγνια  $N$  ατόμων.



Εξάλλου σημαντικό κομμάτι κάθε ασύρματου δικτύου αποτελεί αυτό της μεταπομπής, δηλαδή όπως είπαμε παραπάνω της μεταφοράς των εφαρμογών ενός χρήστη από μια κυψέλη σε μία άλλη. Ιδιαίτερα στα δίκτυα νέας γενιάς που συνδυάζουν πολλά είδη κυψελών, τόσο ως προς το μέγεθος όσο και ως προς το πρωτόκολλο επιπέδου ζεύξης, το κομμάτι αυτό του δικτύου καλείται να παίξει ένα κομβικό ρόλο. Όπως είναι φυσικό η επαναδρομολόγηση των πακέτων σε νέα κυψέλη εισάγει στο δίκτυο τα στοιχεία της καθυστέρησης αλλά και της απώλειας δεδομένων. Επομένως οι κυριότεροι στόχοι των ερευνητικών προσπαθειών είναι η εφαρμογή μηχανισμών μεταπομπής που επιτυγχάνουν μικρή καθυστέρηση χωρίς να προκαλούν διακοπή της κίνησης στην πλευρά του χρήστη αλλά ταυτόχρονα και μικρά ποσοστά απώλειας δεδομένων [3].

Για να βελτιωθούν οι απώλειες κατά τη μεταπομπή και να μειωθούν οι περιπτώσεις απόρριψης κλήσης, προτείνεται πλέον η εκ των προτέρων δέσμευση πόρων σε μια κυψέλη, οι οποίοι προορίζονται για εφαρμογές που θα έρθουν σε αυτή μελλοντικά. Ωστόσο για να επιτευχθεί κάτι τέτοιο θα πρέπει να υπάρχει ένας τρόπος πρόβλεψης του αριθμού των εφαρμογών που αναμένεται να εισέλθουν σε μια κυψέλη σε κάθε χρονική στιγμή. Αυτό επιτυγχάνεται με τη χρήση των αλγορίθμων πρόβλεψης κίνησης (Path Prediction Algorithm - PPA). Πρόκειται δηλαδή για αλγόριθμους που υπολογίζουν με κάποια πιθανότητα επιτυχίας την επόμενη κυψέλη που θα επισκεφθεί ένας χρήστης. Βασιζόμενο σε αυτή την πρόβλεψη μπορεί το κινητό τερματικό του χρήστη να προχωρήσει στην αίτηση δέσμευσης πόρων για τις εφαρμογές του από το σταθμό βάσης της κυψέλης που του υποδεικνύει ο αλγόριθμος. Με αυτό τον τρόπο μειώνονται οι πιθανότητες απόρριψης μιας εφαρμογής κατά τη μεταπομπή, ενώ παράλληλα βελτιώνονται και οι χρόνοι απόκρισης του δικτύου στην επαναδρομολόγηση πακέτων προς τον νέο σταθμό βάσης.

Όπως γίνεται αντιληπτό από τα παραπάνω οι βασικές λειτουργίες που επιτελούνται σε ένα ασύρματο δίκτυο και θα μας απασχολήσουν στη συνέχεια της εργασίας είναι:

- Έλεγχος Αποδοχής Κλήσης (Call Admission Control - CAC)
- Αποτελεσματικός Διαμοιρασμός του εύρους ζώνης
- Αλγόριθμος Πρόβλεψης Κίνησης και Προδραστική (proactive) δέσμευση πόρων

## 1.2 Σκοπός της εργασίας – Δομή

Σκοπό αυτής της εργασίας αποτελεί η παρουσίαση ενός ολοκληρωμένου πλαισίου λειτουργίας ενός ασύρματου κυψελωτού δικτύου και ιδιαίτερα η μελέτη της δίκαιης και

Διαχείριση πόρων σε ασύρματα δίκτυα με τη χρήση παιγνιοθεωρητικών μεθόδων

αποτελεσματικής εκχώρησης πόρων χρησιμοποιώντας τη λύση του συνεργατικού παιγνίου του Nash. Στα πλαίσια της ήταν και η κατασκευή ενός προγράμματος για την προσομοίωση της προτεινόμενης αρχιτεκτονικής και την εξαγωγή χρήσιμων συμπερασμάτων, όσον αφορά τις επιδόσεις και τις βελτιώσεις που μπορεί να επιφέρει στις ήδη υπάρχουσες προτάσεις.

Στο κεφάλαιο 2 περιγράφεται η αρχιτεκτονική του δικτύου. Είναι χωρισμένο σε ενότητες έτσι ώστε κάθε κομμάτι του προτεινόμενου συστήματος να παρουσιάζεται ξεχωριστά. Παράλληλα γίνεται αναφορά και σε άλλες προτάσεις που αναφέρονται στη βιβλιογραφία και οι οποίες χρησιμοποιούνται στα πλαίσια της προτεινόμενης αρχιτεκτονικής αλλά και σε προτάσεις τις οποίες δεν χρησιμοποιούμε αλλά θα μπορούσαμε κάλλιστα να ενσωματώσουμε στο σχήμα μας.

Στο κεφάλαιο 3 γίνεται η περιγραφή πιο ειδικών λεπτομερειών του πλαισίου που παρουσιάζεται στο κεφάλαιο 2. Παράλληλα παρουσιάζονται συνοπτικά και δύο ακόμη αρχιτεκτονικές οι οποίες θα προσομοιωθούν κι αυτές και τα αποτελέσματά θα αντιπαρατεθούν με τα αποτελέσματα της προσομοίωσης της αρχιτεκτονικής που παρουσιάζουμε στην παρούσα εργασία. Τέλος στο ίδιο κεφάλαιο παρουσιάζεται η μέθοδος που ακολουθήθηκε κατά τη διαδικασία της προσομοίωσης και της εξαγωγής των συμπερασμάτων.

Στο κεφάλαιο 4 παρουσιάζονται τα αποτελέσματα της προσομοίωσης και γίνεται και σύγκριση με τις άλλες αρχιτεκτονικές δικτύου που παρουσιάστηκαν στο κεφάλαιο 3.

Τέλος στο κεφάλαιο 5 γίνεται μια σύνοψη της μελέτης αυτής καθώς και των συμπερασμάτων που αποκομίσαμε προσομοιώνοντας την αρχιτεκτονική αυτή.

## 2. Αρχιτεκτονική Συστήματος

### 2.1 Εισαγωγή

Το δίκτυο που μοντελοποιείται στην εργασία αυτή αποτελείται από ένα συγκεκριμένο (αλλά δυναμικά μεταβλητό) αριθμό κυψελών. Κάθε κυψέλη ελέγχεται από ένα σταθμό βάσης και οι σταθμοί βάσης του δικτύου συνδέονται μεταξύ τους με σταθερό τοπικό δίκτυο (fixed LAN). Κάθε σταθμός βάσης διατηρεί πληροφορίες για τις εφαρμογές που λειτουργούν εντός των ορίων της κυψέλης που ελέγχει καθώς και για τους κινητούς χρήστες που τις ελέγχουν. Επίσης θεωρούμε ότι κάθε κινητό τερματικό έχει ένα σταθμό βάσης. Σε πολλές ασύρματες αρχιτεκτονικές συνηθίζεται να αποθηκεύονται χαρακτηριστικά του κάθε χρήστη σε κόμβους του τοπικού του υποδικτύου

(home subnetwork) [4]. Όταν ένας χρήστης μετακινείται και βρίσκεται υπό τον έλεγχο ενός νέου σταθμού βάσης, τότε ο σταθμός αυτός επικοινωνεί με τον οικείο σταθμό βάσης (home register) για να ανακτήσει στοιχεία του χρήστη που είναι αποθηκευμένα σε αυτόν. Εξάλλου είναι πιθανό και η εκτέλεση του αλγορίθμου πρόβλεψης κίνησης για κάθε κινητό τερματικό να γίνεται στον οικείο σταθμό βάσης και όχι στο ίδιο το τερματικό.

Όπως έχει αναφερθεί και νωρίτερα στη μελέτη αυτή, η κάθε εφαρμογή δεν ζητά από το σταθμό βάσης στον οποίο θέλει να εκκινήσει, ένα συγκεκριμένο εύρος ζώνης και ανταγωνίζεται με τις υπόλοιπες για να το αποκτήσει, αλλά δίνει το άνω και το κάτω όριο του εύρους ζώνης που επιθυμεί. Η βέλτιστη εκχώρηση πόρων μεταξύ των εφαρμογών όλης της κυψέλης γίνεται με τη χρήση του παιγνίου του Nash (Nash Bargaining Solution).

Στις ενότητες που ακολουθούν γίνεται ανάλυση των επιμέρους στοιχείων που αποτελούν την αρχιτεκτονική που περιγράφουμε. Αρχικά γίνεται λόγος για τον Έλεγχο Αποδοχής Κλήσης (CAC), εν συνεχεία γίνεται αναφορά στον αλγόριθμο πρόβλεψης διαδρομής (PPA) και στο πώς γίνεται η μεταπομπή κι έπειτα περιγράφεται το συνεργατικό παίγνιο του Nash.

## **2.2 Έλεγχος αποδοχής κλήσης (Call Admission Control)**

### **2.2.1 Εισαγωγή**

Ο έλεγχος αποδοχής κλήσης είναι ένα πολύ σημαντικό κομμάτι του συνολικού πλαισίου που διέπει τις ασύρματες επικοινωνίες και τα κυψελωτά δίκτυα. Η σημαντικότητά του έγκειται στο ότι η απόδοσή του καθορίζει μια πολύ βασική παράμετρο ποιότητας υπηρεσίας του ασύρματου δικτύου. Αυτή η παράμετρος δεν είναι άλλη από το ποσοστό των κλήσεων που απορρίπτονται από το δίκτυο (call blocking) για διάφορους λόγους, όπως π.χ. η έλλειψη των απαραίτητων πόρων.

Στα κυψελωτά δίκτυα η απόρριψη από το δίκτυο μιας προσπάθειας κλήσης του χρήστη μπορεί να έχει δύο μορφές. Στην πρώτη μορφή ο χρήστης ευρισκόμενος σε μια κυψέλη αιτείται τη δέσμευση πόρων για τη δημιουργία μιας νέας κλήσης (εφαρμογής). Εφόσον η αίτησή του απορριφθεί, για διάφορους λόγους από το δίκτυο, τότε μιλάμε για απόρριψη νέας κλήσης (new

call blocking). Το γεγονός όμως ότι σε αυτής της μορφής τα δίκτυα ο χρήστης έχει τη δυνατότητα να κινείται και μεταξύ κυψελών σημαίνει ότι ενώ έχει εκκινήσει μια κλήση (εφαρμογή) σε μια κυψέλη ενδέχεται να χρειαστεί να μεταβεί σε άλλη κυψέλη ενώ αυτή η κλήση συνεχίζεται. Επομένως για να μπορέσει αυτή να συνεχιστεί απρόσκοπτα είναι απαραίτητο να δεσμευτούν οι απαραίτητοι πόροι στη νέα κυψέλη. Εάν αυτό δεν καταστεί δυνατό, όταν ο χρήστης εισέλθει στη νέα κυψέλη η κλήση θα τερματιστεί. Σε αυτή την περίπτωση έχουμε να κάνουμε με απόρριψη μεταπομπής (handoff blocking). Από τα παραπάνω γίνεται προφανής η σημαντικότητα αυτών των δύο παραμέτρων στη διαμόρφωση της ποιότητας υπηρεσίας που απολαμβάνουν οι χρήστες ενός ασύρματου δικτύου. Κανένας χρήστης δεν επιθυμεί ούτε να απορρίπτονται οι κλήσεις του πριν ξεκινήσουν αλλά ούτε και αυτές να διακόπτονται κατά τη μετάβασή του από μια κυψέλη σε μια άλλη πριν να ολοκληρωθούν. Κατά συνέπεια στον σχεδιασμό των κυψελωτών δικτύων καταβάλλεται κάθε προσπάθεια ούτως ώστε οι πιθανότητες απόρριψης και των δύο ειδών να συγκρατούνται σε πολύ χαμηλά επίπεδα.

Σε αυτό το σημείο αξίζει να σημειωθεί ότι ενώ αρχικά οι δύο αυτές παράμετροι αντιμετωπίζονταν ενιαία από τους σχεδιαστές, η τάση αυτή έχει πλέον αλλάξει. Η απόρριψη μεταπομπής θεωρείται πιο επιβλαβής για την εικόνα του δικτύου από ότι η απόρριψη νέας κλήσης. Αυτός είναι και ο λόγος για τον οποίο οι πλέον πρόσφατες λύσεις που προτείνονται δίνουν μεγαλύτερη προτεραιότητα στις μεταγόμενες κλήσεις (handoff calls) παρά στις νέες (new calls).

### **2.2.2 Ανασκόπηση βιβλιογραφίας**

Όσον αφορά την έρευνα σε αυτόν τον τομέα έχουν προταθεί ποικίλες λύσεις που έχουν να κάνουν με τη βελτιστοποίηση παραμέτρων της ποιότητας υπηρεσίας (QoS) όπως π.χ. η ελαχιστοποίηση του αριθμού των απορριπτόμενων κλήσεων.

Η πιο διαδεδομένη τεχνική είναι η χρήση καναλιών ασφαλείας (guard channels) σε κάθε κυψέλη. Πρόκειται για ένα συγκεκριμένο αριθμό καναλιών σε κάθε κυψέλη, τα οποία παραμένουν αδέσμευτα και προορίζονται για χρήση από κλήσεις που θα προέλθουν από τη μεταπομπή ενός νέου χρήστη από

μια γειτονική κυψέλη. Αυτό σημαίνει ότι σε κάθε κυψέλη αυξάνουμε ουσιαστικά την πιθανότητα απόρριψης μιας νέας κλήσης για να μπορέσουμε να εξυπηρετήσουμε ήδη υπάρχουσες κλήσεις (αναμενόμενες από γειτονικές κυψέλες). Κάνουμε λοιπόν μια ανταλλαγή (tradeoff) μεταξύ της πιθανότητας απόρριψης νέας κλήσης (new call blocking probability) και της πιθανότητας απόρριψης μιας κλήσης μεταπομπής (handoff blocking probability).

Όσον αφορά τον αριθμό των ανά κυψέλη δεσμευμένων καναλιών, αυτός αποτελεί αντικείμενο μελέτης και έχουν παρουσιαστεί διάφορες προτάσεις μέχρι σήμερα. Η πιο κλασσική είναι η δέσμευση ενός σταθερού (όχι απαραίτητα ίδιου για όλες τις κυψέλες, αλλά σταθερού στη μονάδα του χρόνου) αριθμού καναλιών σε κάθε κυψέλη. Μια λύση με περισσότερο αποδοτικά αποτελέσματα είναι αυτή ενός προσαρμοστικού αλγορίθμου, που καθορίζει τον αριθμό των δεσμευμένων καναλιών ανάλογα με το ρυθμό απόρριψης μεταβιβαζόμενων κλήσεων (handoff calls) σε μια συγκεκριμένη χρονική περίοδο  $\tau$  [5].

Μια άλλη αντιμετώπιση της διαδικασίας μεταπομπής παρουσιάζεται στο [3] όπου τα πακέτα που προορίζονται για κάθε κινητό χρήστη γίνονται *πολλαπλή εκπομπή* (multicast) σε ένα σύνολο κυψελών. Ανάλογα με την κατάσταση που βρίσκονται οι κυψέλες στέλνουν το πακέτο στο χρήστη ή το αποθηκεύουν για να το στείλουν όταν αυτός βρεθεί σε αυτή την κυψέλη. Για την ακρίβεια μία κυψέλη, η οποία χαρακτηρίζεται ως πρωτεύουσα προωθεί τα πακέτα στο χρήστη και οι υπόλοιπες τα αποθηκεύουν για την περίπτωση που ο χρήστης χρειαστεί να εξυπηρετηθεί από αυτές. Με αυτό τον τρόπο εξασφαλίζονται σχετικά μικροί χρόνοι μεταπομπής (της τάξης των 30-40 ms) και ταυτόχρονα μικρό ποσοστό απώλειας δεδομένων κατά τη μεταπομπή.

Η προσέγγιση που ακολουθείται σε αυτή την εργασία είναι αρκετά απλή. Σε κάθε κυψέλη θεωρούμε δύο σύνολα εφαρμογών, τα οποία μοιράζονται τους πόρους του κάθε σταθμού βάσης:

1. καινούριες εφαρμογές (εφαρμογές που θέλουν να ξεκινήσουν εντός της κυψέλης)
2. συνεχιζόμενες εφαρμογές, δηλαδή εφαρμογές που εκτελούνται σε κάποια γειτονική κυψέλη και αναμένεται να μεταφερθούν σε αυτή

### 2.2.3 Προτεινόμενη Προσέγγιση

Σε αντίθεση με τη θεωρία του σταθερού αριθμού εφαρμογών που μπορούν να συνεχιστούν (guard channels), στην προσέγγιση αυτή δεν γίνεται διάκριση μεταξύ των δύο συνόλων εφαρμογών. Δεν δίνεται προτεραιότητα σε κάποιο από τα δύο, αλλά εφόσον υπάρχουν διαθέσιμοι πόροι εξυπηρετείται κάθε αίτηση με βάση τη σειρά άφιξής της. Εξάλλου στην περίπτωση του μοντέλου μας δεν υπάρχει η έννοια της σταθερής εκχώρησης καναλιού (Fixed Channel Allocation), εφόσον πρόκειται για ελαστικές ως προς το εύρος ζώνης εφαρμογές.

Έστω ότι η συνολική χωρητικότητα της κυψέλης είναι  $C$  και συμβολίζουμε με  $I = \{1, \dots, K\}$  και  $J = \{K+1, \dots, L\}$  σύνολα των νέων και των συνεχιζόμενων εφαρμογών αντίστοιχα. Εφόσον όπως έχουμε υποθέσει οι εφαρμογές που εξετάζουμε είναι ελαστικές ως προς το εύρος ζώνης, το εύρος ζώνης της καθεμιάς θα λαμβάνει τιμές στο διάστημα  $[m_i, M_i]$ , όπου  $m_i$  και  $M_i$  είναι το άνω και κάτω όριο του εύρους ζώνης που η κάθε εφαρμογή επιθυμεί.

Για να λειτουργήσει ομαλά κάθε εφαρμογή χρειάζεται να δεσμεύσει τουλάχιστον το κάτω όριο που έχει δηλώσει. Επομένως οι εφαρμογές που ανήκουν στο σύνολο των νέων εφαρμογών, έχουν ουσιαστικά δεσμεύσει πόρους

$$C_N = \sum_{i \in I} m_i$$

Στην πραγματικότητα, όπως θα δούμε και σε παρακάτω ενότητες, μια εφαρμογή μπορεί να χρησιμοποιεί εύρος ζώνης  $u_i \in (m_i, M_i]$ , δηλαδή μεγαλύτερο του κάτω ορίου της, εφόσον η τρέχουσα χωρητικότητα της κυψέλης το επιτρέπει, ωστόσο έχει δεσμεύσει το ελάχιστο που χρειάζεται για να εξασφαλίσει τη λειτουργία της.

Με την ίδια λογική οι συνεχιζόμενες εφαρμογές έχουν δεσμεύει εύρος ζώνης ίσο με το ελάχιστο εύρος ζώνης λειτουργίας τους, δηλαδή

$$C_C = \sum_{j \in J} m_j$$

Επομένως σε κάθε στιγμή σε μία κυψέλη οι συνολικά δεσμευμένοι πόροι είναι:

$$C_r = C_N + C_C = \sum_{i \in I, J} m_i$$

Αυτό σημαίνει ότι έχουν μείνει αδέσμευτοι πόροι ίσοι με  $C - C_r$ . Για να μπορέσει λοιπόν μια νέα εφαρμογή  $H$  να εκκινήσει θα πρέπει να ισχύει  $m_H \leq C - C_r$ . Αν αυτό δεν ισχύει τότε η εφαρμογή απορρίπτεται (new call blocking). Όσον αφορά τις συνεχιζόμενες εφαρμογές, ισχύει ο ίδιος ακριβώς έλεγχος, ωστόσο η αποτυχία δέσμευσης πόρων σε αυτή την περίπτωση δεν καταλήγει αυτόματα σε απόρριψη. Δεδομένου ότι πρόκειται για μια εφαρμογή που δεν έχει ακόμη εισέλθει στην κυψέλη κι επομένως δεν έχει άμεση ανάγκη τους πόρους αυτούς, αποθηκεύεται σε μια ουρά. Κάθε φορά που απελευθερώνονται κάποιοι πόροι ο σταθμός βάσης ελέγχει τις εφαρμογές που βρίσκονται στην ουρά με σειρά παλαιότητας. Δηλαδή εξυπηρετεί αρχικά την πιο παλιά εφαρμογή. Εφόσον οι ελεύθεροι πόροι είναι λιγότεροι από τους ελάχιστους που ζητά η εφαρμογή αυτή, τότε εξυπηρετείται η πιο παλιά που ζητά πόρους λιγότερους από τους διαθέσιμους. Μια εφαρμογή αφαιρείται από την ουρά είτε όταν δεσμεύσει τους πόρους που επιθυμεί, είτε όταν εισέλθει στην κυψέλη και πλέον υπόκειται τον έλεγχο αποδοχής κλήσης ως μια νέα εφαρμογή.

Σε αυτό το σημείο αξίζει να σημειωθεί ότι οι πόροι  $C_C$  που έχουν δεσμευθεί από τις συνεχιζόμενες εφαρμογές, δεν παραμένουν αχρησιμοποίητοι, περιμένοντας να αφιχθούν στη συγκεκριμένη κυψέλη οι εφαρμογές αυτές. Αντίθετα διαμοιράζονται μεταξύ των εφαρμογών που εκτελούνται ήδη μέσα στην κυψέλη, σύμφωνα με τη λύση του συνεργατικού παιγνίου του Nash. Ο τρόπος που εφαρμόζεται η λύση του Nash περιγράφεται στην ενότητα 2.4.

### **2.3. Αλγόριθμος Πρόβλεψης Κίνησης (PPA) και Δυναμική Δέσμευση Πόρων**

#### **2.3.1 Εισαγωγή**

Από τα παραπάνω γίνεται εύκολα αντιληπτό ότι στα σύγχρονα ασύρματα δίκτυα κυψελών είναι αναγκαία η μέριμνα έτσι ώστε να μειώσουμε την πιθανότητα απόρριψης μιας εφαρμογής κατά τη μεταπομπή. Η επικρατούσα θεωρία αφορά την εκ των προτέρων δέσμευση πόρων σε κυψέλες στις οποίες είναι πιθανό να κινηθεί μελλοντικά ο χρήστης. Ωστόσο το βασικό ερώτημα είναι με ποια κριτήρια γίνεται η επιλογή αυτών των κυψελών. Για την απάντηση σε αυτό το ερώτημα έχουν αναπτυχθεί αρκετοί αλγόριθμοι πρόβλεψης διαδρομής (Path Prediction Algorithm – PPA). Πρόκειται για αλγόριθμους που μοντελοποιούν την κινητικότητα του χρήστη και συγκεντρώνοντας δεδομένα από το περιβάλλον προβλέπουν με κάποια πιθανότητα την επόμενη κυψέλη στην οποία θα βρεθεί ο χρήστης. Έχοντας λοιπόν στη διάθεσή μας ένα τέτοιο εργαλείο μπορούμε να δεσμεύουμε τους πόρους που χρειαζόμαστε σε μια κυψέλη εκ των προτέρων.

### **2.3.2 Ανασκόπηση Βιβλιογραφίας**

Πλήθος διαφορετικών αλγορίθμων έχει προταθεί μέχρι στιγμής. Ο αλγόριθμος που προτείνεται στο [6] βασίζεται στο γεγονός ότι η κίνηση των χρηστών υπόκειται τόσο στην τυχαιότητα όσο και στην κανονικότητα. Έτσι χρησιμοποιείται το σχήμα Mobile Motion Prediction (MMP) για τον υπολογισμό της θέσης ενός χρήστη χρησιμοποιώντας το ιστορικό κίνησής του που είναι αποθηκευμένο σε βάση δεδομένων. Αυτή η τεχνική βασίζεται στο ότι η κίνηση του κάθε χρήστη ενέχει στοιχεία γενικότητας, τα οποία επαναλαμβάνονται κάθε ημέρα. Επίσης σε αυτή την πρόταση γίνεται χρήση αλγορίθμων ανίχνευσης κανονικότητας (Regularity-Pattern Detection - RPD) καθώς και έναν αλγόριθμο πρόβλεψης κίνησης (Motion Prediction Algorithm – MPA). Ο ρόλος του RPD είναι να ανιχνεύσει και να ταιριάζει κινήσεις του χρήστη με σχήματα κίνησης του χρήστη που είναι αποθηκευμένα στη βάση δεδομένων, δηλαδή να ανιχνεύσει κατά πόσο η τωρινή κίνηση του χρήστη μπορεί να βασίζεται σε κάποια συγκεκριμένη κίνηση που επαναλαμβάνει συχνά και έχει καταγραφεί από το σύστημα. Ο αλγόριθμος πρόβλεψης κίνησης (MPA) συνδυάζει την πληροφορία που δέχεται από τον RPD με στοχαστική πληροφορία (που εισάγει το στοιχείο της τυχαιότητας στην κίνηση) και προβλέπει τη μελλοντική θέση του κινητού χρήστη. Προσομοιώσεις έχουν



δείξει ότι η συγκεκριμένη μέθοδος μπορεί να επιτύχει ποσοστό σωστής πρόβλεψης μέχρι 95%.

Ένας άλλος αλγόριθμος παρουσιάζεται στο [7]. Αυτός ο αλγόριθμος βασίζεται σε ένα Μαθησιακό Αυτόματο (Learning Automaton – LA). Ένα LA είναι μια μηχανή πεπερασμένων καταστάσεων (Finite State Machine - FSM), η οποία αλληλεπιδρά κατά συνεχή τρόπο με το περιβάλλον και παράγει δεδομένα που προσαρμόζονται στις εκάστοτε συνθήκες. Για να «μάθει» το αυτόματο να προσαρμόζεται και να διαλέγει την καλύτερη απάντηση χρησιμοποιεί την απόκριση που λαμβάνει από το περιβάλλον. Η λειτουργία του αυτόματου είναι σχετικά απλή και βασίζεται σε πίνακες μετάβασης που περιέχουν τις πιθανότητες  $P_{ij}$  μετάβασης από την κατάσταση  $i$  στην κατάσταση  $j$ . Το αυτόματο χρησιμοποιεί το σχήμα Γραμμικού Επαίνου – Ποινής (Linear Reward–Penalty –  $L_{R-P}$ ). Δηλαδή αν το αυτόματο επιλέξει τη σωστή μετάβαση, η ανατροφοδότηση από το περιβάλλον είναι θετική και η συγκεκριμένη πιθανότητα μετάβασης επιβραβεύεται με το να αυξηθεί κατά ένα συγκεκριμένο ποσό. Αντίθετα οι πιθανότητες των μεταβάσεων που δεν επιλέχθηκαν μειώνονται ομοιόμορφα κατά το ίδιο ποσό συνολικά, έτσι ώστε το άθροισμα των πιθανοτήτων μετάβασης να παραμείνει ίσο με τη μονάδα. Το ακριβώς αντίθετο συμβαίνει όταν η ανατροφοδότηση από το περιβάλλον είναι αρνητική, οπότε η συγκεκριμένη πιθανότητα μετάβασης μειώνεται και οι υπόλοιπες αυξάνονται.

Επομένως όταν καλείται το αυτόματο να αποφασίσει επιλέγει τη μετάβαση εκείνη που έχει τη μεγαλύτερη πιθανότητα. Για να φτάσει όμως το αυτόματο να έχει κάποια αξιοπιστία θα πρέπει να περάσει κάποιο χρονικό διάστημα, ούτως ώστε να έχουν διαμορφωθεί κατάλληλα οι πίνακες μετάβασης.

### **2.3.3 Αλγόριθμος Πρόβλεψης Κίνησης στο προτεινόμενο πλαίσιο**

Στην εργασία αυτή δεν έχουμε υλοποιήσει κάποιο συγκεκριμένο αλγόριθμο πρόβλεψης κίνησης, αλλά έχουμε θεωρήσει την ύπαρξη ενός τέτοιου για τις ανάγκες της εκ των προτέρων δέσμευσης πόρων. Όταν ένας χρήστης βρίσκεται σε μια κυψέλη και προτού γίνει η μεταπομπή, εκείνος αιτείται από το σταθμό βάσης της κυψέλης που του υποδεικνύει ο PPA την εκχώρηση πόρων για τις εφαρμογές που εκείνη τη στιγμή εκτελεί. Ουσιαστικά δηλαδή, ζητά να

καταχωρηθούν οι εφαρμογές που εκτελεί εκείνη τη στιγμή στο σύνολο  $J$  των συνεχιζόμενων εφαρμογών (το οποίο αναφέρθηκε στην προηγούμενη ενότητα) της κυψέλης που πρόκειται να επισκεφθεί και να εξασφαλιστεί η συνέχειά τους και μετά την μετάβαση σε αυτή.

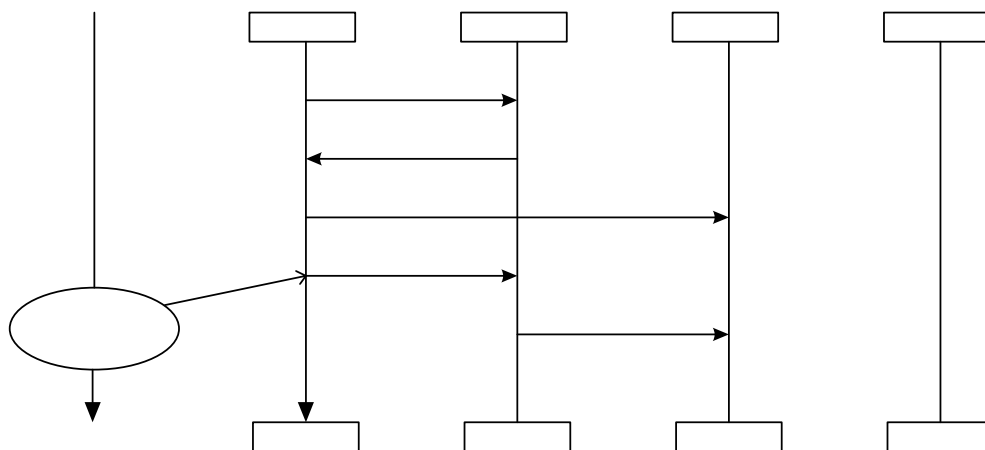
Αν θεωρήσουμε ένα χρήστη  $k$ , αυτή η αίτηση γίνεται σε χρονικό διάστημα  $T_k$  ύστερα από την τελευταία μεταπομπή του  $k$ . Ο υπολογισμός του χρονικού διαστήματος  $T_k$  γίνεται με την εκτίμηση του χρονικού διαστήματος που ο  $k$  αναμένεται να παραμείνει στη συγκεκριμένη κυψέλη, το οποίο συμβολίζουμε με  $CRT_k$ . Η εκτίμηση του  $CRT_k$  γίνεται βάσει τόσο της εκτίμησης για την προηγούμενη μεταπομπή όσο και του πραγματικού χρόνου παραμονής του χρήστη στην προηγούμενη κυψέλη, με τη χρησιμοποίηση ενός κατωπερατού φίλτρου. Αυτό σε προγραμματιστική διάλεκτο εκφράζεται ως:

$$CRT_k = a \cdot CRT_k + (1-a) \cdot T_k,$$

όπου  $a \in [0,1]$  είναι μια μεταβλητή που καθορίζει σε ποιόν από τους δύο παράγοντες που καθορίζουν το αποτέλεσμα ( $CRT_k$  και  $T_k$ ) δίνουμε μεγαλύτερη βαρύτητα. Εμείς επιλέξαμε  $a = 0,5$ .

Έχοντας υπολογίσει το  $CRT_k$ , μπορούμε να θεωρήσουμε ότι ο αλγόριθμος πρόβλεψης θέσης καλείται μετά από  $T_{PPA} = \beta \cdot CRT_k$ , όπου  $\beta \in [0,1]$ . Στην προσομοίωσή μας, όπως θα δούμε και σε επόμενο κεφάλαιο χρησιμοποιήσαμε διαφορετικές τιμές του  $\beta$  και διαπιστώσαμε τις σημαντικές διαφορές που προκύπτουν από την αλλαγή αυτή.

Στο σχήμα 2.1 δίνεται ένα διάγραμμα ανταλλαγής μηνυμάτων για την κλήση του αλγορίθμου πρόβλεψης κίνησης και τη διαδικασία δυναμικής δέσμευσης μνήμης.



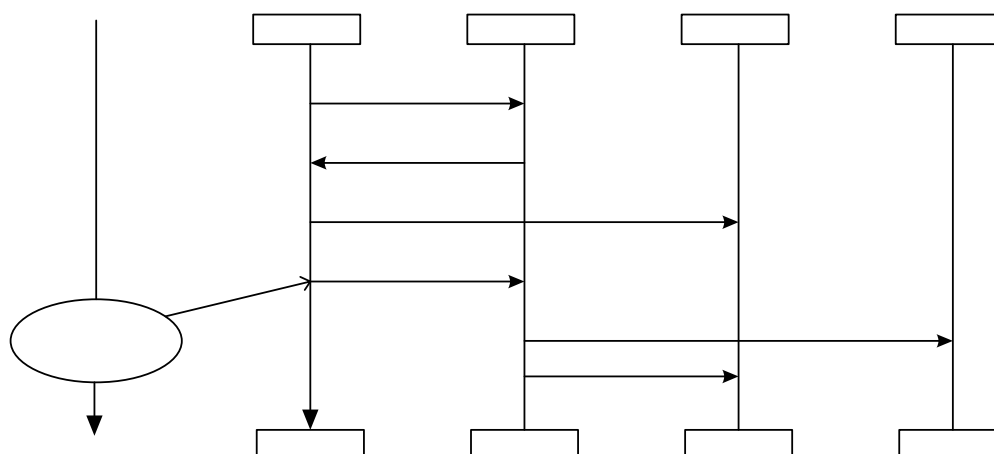
Σχήμα 2.1: Διάγραμμα ακολουθίας μηνυμάτων για την εκτέλεση του PPA και δυναμική δέσμευση πόρων

Γίνεται αντιληπτό ότι είναι πιθανό σε ορισμένες περιπτώσεις ο αλγόριθμος PPA να μην προλάβει να εκτελεστεί κατά τη διάρκεια της παραμονής ενός χρήστη σε μια κυψέλη. Αυτό προκύπτει όταν ένας χρήστης παραμένει σε μια κυψέλη για αρκετά μικρότερο χρονικό διάστημα από ότι συνηθίζει να παραμένει σε άλλες κυψέλες. Μειώνοντας την τιμή της μεταβλητής  $\beta$  μπορούμε να εξασφαλίσουμε σε μεγάλο ποσοστό την εκτέλεση του PPA πριν από κάθε μεταπομπή του χρήστη, αλλά είναι πολύ πιθανό να χάσουμε σε αποτελεσματικότητα καθότι:

- ο PPA ίσως να μην έχει αρκετά δεδομένα για να επεξεργαστεί και να προβλέψει προς τα πού θα κινηθεί ο χρήστης, επομένως η πρόβλεψη που θα προκύψει να μην είναι ακριβής
- αν η δέσμευση πόρων γίνει πολύ νωρίς σε σχέση με το χρονικό σημείο της πραγματικής μεταπομπής, είναι πολύ πιθανό να «αδικήσει» εφαρμογές που εκκινούν αργότερα από τη δέσμευση και οι οποίες θεωρητικά θα έπρεπε να έχουν μεγαλύτερη προτεραιότητα, καθότι θα έχουν μεγαλύτερη πιθανότητα να βρίσκονται σε εξέλιξη στο χρονικό σημείο της μεταπομπής.

Από το παραπάνω σημείο γίνεται άμεσα αντιληπτό ότι η εκ των προτέρων δέσμευση πόρων αφορά μόνο τις εφαρμογές που βρίσκονται σε εξέλιξη τη χρονική στιγμή που γίνεται αυτή. Δεν υπάρχει πρόβλεψη για εφαρμογές που εκκινούν στο χρονικό διάστημα που μεσολαβεί μεταξύ της δέσμευσης αυτής και του χρονικού σημείου που γίνεται η μεταπομπή. Αυτές οι εφαρμογές μόλις έρθει η ώρα της μεταπομπής θα εισέλθουν στη νέα κυψέλη υπό καθεστώς νέας εφαρμογής. Εξάλλου αν μια εφαρμογή για την οποία έχουν δεσμευτεί πόροι τερματιστεί πριν τη μεταπομπή, οι πόροι που προορίζονται γι' αυτήν στην κυψέλη-προορισμό παραμένουν δεσμευμένοι και μετά τον τερματισμό της. Αποδεσμεύονται μόνο όταν ο χρήστης εισέλθει στη νέα κυψέλη και διαπιστωθεί από το σταθμό βάσης ότι αυτή η εφαρμογή δεν υφίσταται πλέον. Παρά το γεγονός ότι η δέσμευση αυτών των πόρων μοιάζει παράλογη, εφόσον η εφαρμογή έχει τερματιστεί, εντούτοις δεν επιβαρύνει την απόδοση του συστήματος. Κι αυτό διότι αυτοί οι πόροι, αμέσως μόλις αποδεσμευθούν, μπορούν να εκχωρηθούν σε πιθανές εφαρμογές του ίδιου χρήστη που εκκίνησαν μετά την αρχική δέσμευση και κινδυνεύουν να απορριφθούν στη νέα κυψέλη. Επομένως η εκ των προτέρων δέσμευση πόρων δεν αφορά μόνο μία εφαρμογή και χάνει την αξία της αν αυτή η εφαρμογή τερματιστεί πριν τη μεταπομπή, αλλά στην πραγματικότητα δεσμεύει πόρους γενικά για έναν χρήστη.

Στην περίπτωση που ο PPA αποτύχει, δηλαδή οδηγήσει στη δέσμευση πόρων σε διαφορετική κυψέλη από αυτή στην οποία τελικά κατευθύνεται ο χρήστης, τότε κατά τη μεταπομπή όλες οι εφαρμογές που έχει ο χρήστης θα κριθούν στη νέα κυψέλη ως νέες εφαρμογές. Παράλληλα ειδοποιείται από το σταθμό βάσης της νέας κυψέλης, ο σταθμός βάσης της κυψέλης στην οποία έχουν γίνει οι δεσμεύσεις, ότι πρέπει να απελευθερώσει τους πόρους που είχε δεσμεύσει για το συγκεκριμένο χρήστη, εφόσον αυτός δεν πρόκειται πλέον να έρθει εκεί. Σε αυτή την περίπτωση (ανεπιτυχής πρόβλεψη του PPA) έχουμε πραγματική επιβάρυνση του δικτύου καθότι δεσμεύονται πόροι για κάποιο χρονικό διάστημα χωρίς να αξιοποιηθούν ποτέ και ίσως να οδηγούνται νέες εφαρμογές που εκκινούν σε εκείνη την κυψέλη σε απόρριψη. Στο παρακάτω σχήμα φαίνεται ένα διάγραμμα ανταλλαγής μηνυμάτων για την εκτέλεση του αλγορίθμου PPA, όταν έχουμε αποτυχία πρόβλεψης.



Σχήμα 2.2: Ακολουθία μηνυμάτων για την περίπτωση αποτυχίας πρόβλεψης του PPA

## 2.4 Παιγνιοθεωρητικές Μέθοδοι - Nash Bargaining Solution (NBS)

### 2.4.1 Γενικά περί NBS

Η λύση του συνεργατικού παιγνίου που προτάθηκε από τον Nash αφορά τη δυνατότητα που δίνεται σε δύο ή περισσότερα άτομα να συνεργαστούν προς κοινό τους όφελος. Στο [8] παρουσιάζεται η απλή περίπτωση δύο παικτών όπου καμία πράξη που αναλαμβάνεται από καθέναν από αυτούς δεν γίνεται χωρίς τη συναίνεση του άλλου. Στο ίδιο σύγγραμμα αναπτύσσεται η έννοια της προσδοκίας (anticipation) και η θεωρία χρησιμότητας του ατόμου που βοηθά στην εύρεση της κατάλληλης μορφής συναρτήσεων χρησιμότητας.

Οι υποθέσεις που γίνονται είναι οι εξής:

1. Ένα άτομο, στο οποίο προσφέρονται δύο πιθανές προσδοκίες μπορεί να αποφασίσει ποιά είναι πιο επιθυμητή ή αν είναι το ίδιο επιθυμητές και οι δύο.
2. Ισχύει το αξίωμα της μεταβατικότητας: αν A, B, C είναι διαφορετικές προσδοκίες και ισχύει ότι η A είναι προτιμότερη από τη B και η B προτιμότερη από τη C, τότε η A θα είναι προτιμότερη από τη C

3. Οποιοσδήποτε συνδυασμός πιθανοτήτων εξίσου προτιμητέων καταστάσεων είναι το ίδιο επιθυμητός όσο κάθε κατάσταση ξεχωριστά
4. Αν ισχύει η πρόταση 2 για τις καταστάσεις A, B και C, τότε υπάρχει ένας συνδυασμός πιθανοτήτων των A και C, που είναι το ίδιο επιθυμητός με τη B.
5. Αν  $0 \leq p \leq 1$  και οι A και B είναι το ίδιο επιθυμητές, τότε  $pA + (1-p)C$  και  $pB + (1-p)C$  είναι το ίδιο επιθυμητές.

Υπό αυτές τις υποθέσεις δείχνεται ότι υπάρχουν ικανοποιητικές συναρτήσεις χρησιμότητας που αναθέτουν έναν πραγματικό αριθμό σε κάθε προσδοκία του ατόμου. Αν  $u$  είναι μια τέτοια συνάρτηση χρησιμότητας τότε τέτοιες είναι και οι συναρτήσεις της μορφής  $au$ , όπου  $a > 0$ . Μια τέτοια συνάρτηση χρησιμότητας θα ικανοποιεί τις παρακάτω σχέσεις:

- a)  $u(a) > u(b) \implies u(A) > u(B)$ , σημαίνει ότι η κατάσταση A είναι πιο επιθυμητή από τη B
- b) Αν  $0 \leq p \leq 1$  τότε  $u[pA + (1-p)B] = pu(A) + (1-p)u(B)$ . Αυτή είναι η ιδιότητα γραμμικότητας της συνάρτησης χρησιμότητας.

Έχοντας αναπτύξει τη θεωρία χρησιμότητας ο Nash προσπαθεί να λύσει το συνεργατικό παίγνιο 2 ατόμων γραφικά, αντιστοιχώντας κάθε σημείο του επιπέδου με ένα συνδυασμό των συναρτήσεων χρησιμότητας των παικτών. Για να υπάρχει λύση στο παίγνιο θα πρέπει να κάνουμε κάποιες υποθέσεις όσον αφορά τη φύση των σημείων που λαμβάνουμε από αυτή την αναπαράσταση. Θέλουμε το σύνολο αυτών των σημείων να είναι κυρτό και συμπαγές. Το να είναι κυρτό προκύπτει από το γεγονός ότι κάθε σημείο του γραφήματος που βρίσκεται πάνω σε μία γραμμή που ενώνει δύο σημεία του συνόλου πρέπει σε κάθε περίπτωση να προκύπτει από κατάλληλο συνδυασμό των δύο χρησιμότητων που απεικονίζονται στα δύο σημεία. Το να είναι συμπαγές το σύνολο εξασφαλίζει ότι κάθε συνεχής συνάρτηση των χρησιμότητων έχει μια μέγιστη τιμή στο σύνολο αυτό.

Αν θεωρήσουμε ότι  $u_1$  και  $u_2$  είναι οι συναρτήσεις χρησιμότητας για τους δύο παίκτες και ότι  $c(S)$  είναι το σημείο που απεικονίζει τη λύση σε ένα σύνολο  $S$ ,

το οποίο είναι κυρτό και συμπαγές, τότε προβαίνουμε στις παρακάτω υποθέσεις:

6. Αν  $a$  είναι ένα σημείο του  $S$  τέτοιο ώστε να υπάρχει ένα άλλο σημείο  $b$  στο  $S$  με την ιδιότητα  $u_1(b) > u_1(a)$  και  $u_2(b) > u_2(a)$ , τότε  $a \neq c(S)$ .
7. Αν το σύνολο  $T$  περιέχει το  $S$  και το  $c(T)$  ανήκει στο  $S$ , τότε  $c(T) = c(S)$ .
8. Αν το  $S$  είναι συμμετρικό και οι συναρτήσεις χρησιμότητας  $u_1, u_2$  απεικονίζουν αυτή τη συμμετρία τότε το  $c(S)$  είναι ένα σημείο της μορφής  $(a, a)$ , δηλαδή βρίσκεται πάνω στην ευθεία  $u_1 = u_2$ .

Εφόσον λοιπόν συντρέχουν οι παραπάνω συνθήκες, υπάρχει η λύση του συνεργατικού παιγνίου και μάλιστα αυτή βρίσκεται στο σημείο όπου το γινόμενο  $u_1 \cdot u_2$  παίρνει τη μέγιστη τιμή του. Η ύπαρξη αυτού του σημείου εξασφαλίζεται από το γεγονός ότι το σύνολο  $S$  είναι συμπαγές. Η μοναδικότητα του σημείου προκύπτει από την κυρτότητα του συνόλου.

Μια πιο απλή και λιγότερο μαθηματικοποιημένη θεώρηση της παραπάνω διαδικασίας βρίσκεται στο [9]. Εκεί υποθέτουμε ότι επιθυμείται ο διαμοιρασμός μιας ποσότητας σε έναν αριθμό παικτών.

Αν θεωρήσουμε δύο παίκτες με συναρτήσεις χρησιμότητας  $u_1$  και  $u_2$  τότε οι συνθήκες που πρέπει να ισχύουν για την εύρεση λύσης στο συνεργατικό παίγνιο κωδικοποιούνται σε τέσσερα αξιώματα:

- i. Ατομική λογικότητα: Αυτή η υπόθεση εξασφαλίζει ότι η λύση βρίσκεται πάνω στην καμπύλη  $c = au_1 + bu_2$ , δηλαδή δεν μένει κομμάτι της προς διαμοιρασμό ποσότητας αδιάθετο.
- ii. Μη εξάρτηση από τη μορφή της συνάρτησης χρησιμότητας: η λύση πρέπει να παραμένει αμετάβλητη σε σχέση με την επιλογή της συνάρτησης χρησιμότητας που εκφράζει τις προτιμήσεις του κάθε παίκτη.
- iii. Ανεξαρτησία των μη σχετικών εναλλακτικών: Αν ένας παίκτης έχει επιλέξει από ένα σύνολο στρατηγικών, μια στρατηγική  $x$ , τότε αν απαγορευθεί από μια εξωτερική οντότητα μια στρατηγική του συνόλου  $y$  (που ούτως ή άλλως δεν είχε επιλεγεί από τον παίκτη), αυτό δεν θα έχει επίδραση στην απόφαση του παίκτη.

- iv. Αξίωμα της συμμετρίας: η συμμετρία επιτάσσει ότι κάθε παίκτης θα πρέπει να λάβει το ίδιο ποσό, αν η θεώρηση των παικτών για το προς διαμοιρασμό αγαθό είναι η ίδια (δηλαδή αν οι παίκτες έχουν την ίδια συνάρτηση χρησιμότητας). Από αυτό το αξίωμα προκύπτει ότι αν στο τελικό αποτέλεσμα υπάρχουν ασυμμετρίες (δεν λαμβάνουν όλοι οι παίκτες το ίδιο ποσό του διαμοιραζόμενου αγαθού), αυτές οφείλονται αποκλειστικά στη διαφορετική θεώρηση των παικτών προς το αγαθό ή μαθηματικά μεταφρασμένο στην διαφορετική συνάρτηση χρησιμότητας που μπορεί να έχουν.

Στην περίπτωση που ισχύουν οι παραπάνω συνθήκες η λύση του συνεργατικού παιγνίου είναι ο διαμοιρασμός ( $x\%, 100 - x\%$ ), όπου το  $x$  είναι τέτοιο ώστε να μεγιστοποιείται το γινόμενο των συναρτήσεων χρησιμότητας των δύο παικτών. Στην περίπτωση που έχουμε να κάνουμε με  $n > 2$  χρήστες, από τη λύση του Nash προκύπτει ένας διαμοιρασμός ( $x_1\%, x_2\%, \dots, x_n\%$ ) για τον οποίο ισχύει  $x_1 + x_2 + \dots + x_n = 100$  και οι τιμές ( $x_1, x_2, \dots, x_n$ ) μεγιστοποιούν το γινόμενο  $f_1(x_1)f_2(x_2) \dots f_n(x_n)$ , όπου  $f_i(x_i)$  είναι η συνάρτηση χρησιμότητας του παίκτη  $i$ .

#### 2.4.2 Εφαρμογή του NBS στο σύστημά μας

Έστω ότι υπάρχουν  $N$  παίκτες οι οποίοι ανταγωνίζονται για τους πόρους μιας κυψέλης.

Επειδή στο μοντέλο που παρουσιάζουμε κάθε κινητός χρήστης μπορεί να εκκινήσει παραπάνω από μια εφαρμογές, οι παίκτες στο παίγνιό μας δεν είναι οι χρήστες αλλά οι εφαρμογές που εκτελούνται σε μια κυψέλη. Επομένως από εδώ και στο εξής κάθε αναφορά στους παίκτες αφορά τις εφαρμογές.

Κάθε παίκτης  $i$  έχει μια στρατηγική  $x_i$ , η οποία εκφράζει το εύρος ζώνης που αυτός παίρνει. Λόγω της ελαστικής φύσης της ζήτησης που έχουμε υποθέσει, το  $x_i$  παίρνει τιμές στο διάστημα  $S = [m_i, M_i]$ , όπου  $m_i$  και  $M_i$  είναι το κάτω και άνω όριο αντίστοιχα που θέτει κάθε παίκτης. Επομένως ο χώρος στρατηγικών του παιγνίου είναι ο  $S = S_1 \times S_2 \times \dots \times S_k$  και κάθε στρατηγική είναι  $x = (x_1, x_2, \dots, x_k)$ .



Έστω ότι  $u_i$  είναι η συνάρτηση χρησιμότητας του παίκτη  $i$  και  $u_i^0$  η ελάχιστη χρησιμότητα που θα αποκομίσει ο χρήστης δεχόμενος να εισέλθει στο παίγνιο. Αυτό σημαίνει ότι ο παίκτης δέχεται να συνεργαστεί στα πλαίσια του παιγνίου μόνο αν εξασφαλιστεί ότι η χρησιμότητα που τελικά θα αποκομίσει θα είναι μεγαλύτερη από  $u_i^0$ , την οποία ονομάζουμε αρχική χρησιμότητα. Αυτό σημαίνει ότι αν το διάνυσμα  $u^0 = (u_1^0, u_2^0, \dots, u_k^0)$  μας δίνει τις αρχικές χρησιμότητες των παικτών, τότε υπάρχει πάντοτε ένα διάνυσμα  $u = (u_1, u_2, \dots, u_k)$  που είναι μεγαλύτερο από το  $u^0$ .

Μια κατάσταση είναι κατά Pareto βέλτιστη όταν δεν είναι δυνατό να αυξηθεί η χρησιμότητα ενός παίκτη χωρίς να μειωθούν οι χρησιμότητες των άλλων. Ή μαθηματικά διατυπωμένο:

Το σημείο  $u \in U$ , όπου  $U$  είναι το σύνολο των δυνατών χρησιμοτήτων, είναι βέλτιστο κατά Pareto αν για κάθε  $v \in U$ ,  $v \geq u$ , τότε  $v = u$ .

Άρα είναι αδύνατο να βρεθεί ένα σημείο που δεν είναι κατά Pareto βέλτιστο, το οποίο να δίνει μεγαλύτερη χρησιμότητα σε όλους τους παίκτες ταυτόχρονα. Αυτό σημαίνει ότι σε ένα παίγνιο  $K$  παικτών, τα κατά Pareto βέλτιστα σημεία σχηματίζουν μια επιφάνεια  $K-1$  διαστάσεων, δηλαδή είναι άπειρα. Και το ερώτημα που τίθεται είναι ποιο, από αυτά τα κατά Pareto βέλτιστα σημεία πρέπει να εκλεγεί ως λύση στο παίγνιό μας. Λύση σε αυτό το πρόβλημα έδωσαν τα αξιώματα του Nash, τα οποία έχουν ως εξής:

Μια απεικόνιση  $F : G \rightarrow R^n$  λέγεται ότι είναι λύση στο παίγνιο του Nash αν:

1)  $F(U, u^0) \in U$

2)  $F(U, u^0)$  είναι κατά Pareto βέλτιστη

3) Η  $F$  ικανοποιεί το αξίωμα γραμμικότητας, δηλαδή αν

$$\phi : R^K \rightarrow R^K, \phi(u) = u', \quad \text{όπου} \quad u' = a_j \cdot u_j + b_j, a_j > 0, j = 1, \dots, K, \quad \text{τότε}$$

$$F(\phi(u), \phi(u^0)) = \phi(F(u, u^0))$$

4) Η  $F$  ικανοποιεί το αξίωμα των ανεξάρτητων εναλλακτικών λύσεων, δηλαδή αν  $V \subset U, (V, u^0) \in G$  και  $F(U, u^0) \in V$ , τότε  $F(U, u^0) = F(V, u^0)$

5) Η  $F$  ικανοποιεί το αξίωμα της συμμετρικότητας, δηλαδή αν η  $U$  είναι συμμετρική ως προς ένα υποσύνολο  $R \subseteq \{1, \dots, K\}$  δεικτών

Το σημείο 3 (αξίωμα γραμμικότητας) φανερώνει ότι η λύση είναι ανεξάρτητη της κλίμακας που χρησιμοποιείται. Το αξίωμα των ανεξάρτητων εναλλακτικών λύσεων τονίζει ότι το αποτέλεσμα του NBS είναι το ίδιο αν επεκτείνουμε το σύνολο αποτελεσμάτων εφόσον έχει ήδη επιτευχθεί συμφωνία στο αρχικό σύνολο. Η ιδιότητα της συμμετρίας δηλώνει ότι το σημείο λύσης δεν εξαρτάται από συγκεκριμένους δείκτες, δηλαδή αν δύο παίκτες  $i, j \in \{1, \dots, K\}$  έχουν ίδια αρχική χρησιμότητα ( $u_i^0 = u_j^0$ ), τότε αυτοί οι παίκτες θα έχουν και ίδια τελική χρησιμότητα ( $u_i = u_j$ ).

Έστω  $R$  το σύνολο των παικτών που μπορούν να αποκτήσουν χρησιμότητα αυστηρά μεγαλύτερη από την αρχική τους χρησιμότητα  $u_j^0$ . Κάθε διάνυσμα του συνόλου των λύσεων θα ικανοποιεί τη σχέση  $u_j(x) > u_j^0$  και αποτελεί λύση στο παρακάτω πρόβλημα βελτιστοποίησης:

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

Το σύνολο  $R$  έχει καθοριστεί από τον έλεγχο αποδοχής κλήσης και είναι το σύνολο των εφαρμογών που έχουν εγκριθεί από το σταθμό βάσης, δηλαδή  $R \equiv I$ . Οι παίκτες που βρίσκονται στο σύνολο  $J$  δε λαμβάνονται υπόψη στην παραπάνω λύση, δηλαδή δεν τους εκχωρούνται πόροι. Αυτό είναι απολύτως λογικό διότι θα ήταν κατασπατάληση πόρων το να εκχωρηθούν πόροι για εφαρμογές που πρόκειται μελλοντικά να έρθουν. Επομένως αν και έχουμε εξασφαλίσει τους πόρους που χρειάζονται οι παίκτες στο σύνολο  $J$ , μπορούμε να τους εκχωρήσουμε προσωρινά σε άλλους παίκτες μέχρι αυτοί να εισέλθουν στη συγκεκριμένη κυψέλη, αυξάνοντας έτσι τη συνολική αποδοτικότητα του συστήματος (throughput).

Επόμενο βήμα είναι η εύρεση μιας κατάλληλης συνάρτησης χρησιμότητας για τους παίκτες. Είναι προφανές ότι ο κάθε παίκτης προσπαθεί να αποκτήσει εύρος ζώνης μεγαλύτερο από το ελάχιστο που έχει θέσει και που είναι όσο το

δυνατό πλησιέστερα στο μέγιστο όριο που έχει ζητήσει. Επομένως υιοθετούμε την απλή υπόθεση ότι η χρησιμότητα του κάθε παίκτη αυξάνεται γραμμικά με το παραπάνω εύρος ζώνης που απολαμβάνει σε σχέση με το ελάχιστο που έχει θέσει, δηλαδή  $u_i = x_i - m_i$ , όπου  $x_i$  είναι το εύρος ζώνης που τελικά εκχωρείται στον παίκτη  $i$ . Λαμβάνοντας υπόψη και τους υφιστάμενους περιορισμούς, το πρόβλημα PR ανάγεται στο παρακάτω πρόβλημα βελτιστοποίησης:

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

Μπορεί ναδειχθεί ότι το σύνολο που προκύπτει από αυτούς τους περιορισμούς είναι κυρτό και συμπαγές. Επιπλέον οι συναρτήσεις χρησιμότητας  $u_i$  είναι κοίλες και άνω φραγμένες στο σύνολο των περιορισμών. Έτσι, σύμφωνα με το [10], υπάρχει μια λύση και ένα μοναδικό σημείο  $u^*$  που την ικανοποιεί.

Στη συνέχεια ορίζουμε ένα ισοδύναμο πρόβλημα βελτιστοποίησης, του οποίου η λύση είναι επίσης η λύση του Nash. Για να προχωρήσουμε σε αυτό, όμως χρειαζόμαστε πρώτα το παρακάτω λήμμα.

**Λήμμα 2.1:** Έστω η κοίλη συνάρτηση  $g : S \rightarrow \mathfrak{R}_+^*$ . Τότε η  $h = \ln(g(\cdot))$  είναι επίσης κοίλη. Αν η  $g$  είναι ένα προς ένα τότε η  $h$  είναι αυστηρά κοίλη.

Βασιζόμενοι στο παραπάνω, διαμορφώνουμε το ισοδύναμο πρόβλημα βελτιστοποίησης όπως φαίνεται παρακάτω.

**Θεώρημα 2.1:** Έστω ότι το σύνολο των περιορισμών είναι κυρτό υποσύνολο του  $\mathfrak{R}^K$  και οι συναρτήσεις χρησιμότητας είναι κοίλες, άνω φραγμένες και ένα προς ένα πάνω στο σύνολο των περιορισμών.

Τότε θεωρούμε το παρακάτω πρόβλημα:

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

Τότε ισχύουν τα παρακάτω:

- 1) το  $(P')$  έχει μοναδική λύση
- 2) τα  $(P)$  και  $(P')$  είναι ισοδύναμα. Επομένως, η μοναδική λύση του  $(P')$  είναι η λύση του Nash

### Επίλυση του $(P)$

Σε αυτή την ενότητα θα λύσουμε το  $(P)$ , επιλύοντας το πρόβλημα βελτιστοποίησης  $(P')$ .

*Πρόταση 2.1:* Η μοναδική λύση του Nash χαρακτηρίζεται ως εξής. Υπάρχει ένα μη αρνητικός πραγματικός αριθμός  $\mu$ , τέτοιος ώστε για κάθε  $i \in \{1, \dots, K\}$  να ισχύει:

- $x_i = m_i + \min\left\{M_i - m_i, \frac{1}{\mu}\right\}$
- $x_i \leq M_i$
- $\mu \left( \sum_{i=1}^K x_i - C \right) = 0$
- $\sum_{i=1}^K x_i \leq C$

*Απόδειξη:* Μετατρέπουμε το  $(P')$  σε ένα πρόβλημα ελαχιστοποίησης της μορφής:

$$\begin{cases} \min_{\mathbf{x}} f(\mathbf{x}) \\ s.t. \\ h_j(\mathbf{x}) \leq 0, j \in \{1, \dots, m\} \end{cases}$$

Έστω  $L(\mathbf{x}, \boldsymbol{\kappa}, \boldsymbol{\lambda}, \mu)$  η συνάρτηση Langrange που σχετίζεται με το πρόβλημα ελαχιστοποίησης, όπου  $\kappa_i \geq 0; i = 1, \dots, K, \lambda_i \geq 0; i = 1, \dots, K$ , και  $\mu \geq 0$  συμβολίζουν τους πολλαπλασιαστές Lagrange που σχετίζονται με τους περιορισμούς του προβλήματος.

Τότε ισχύει:

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

Στο πρόβλημά μας οι συναρτήσεις περιορισμών  $h_j$  με  $j \in \{1, \dots, m\}$  είναι γραμμικές ως προς  $x_i$  με  $i \in I$  και  $u(\mathbf{x}) \in C^{(1)}$ , επομένως οι πρώτης τάξης συνθήκες βελτιστοποίησης Kuhn-Tucker είναι ικανές και αναγκαίες [11],[12].

Πιο συγκεκριμένα ισχύουν τα παρακάτω:

$$\begin{aligned} -\frac{1}{x_i - m_i} - \kappa_i + \lambda_i + \mu &= 0, \text{ or } x_i = m_i + \frac{1}{-\kappa_i + \lambda_i + \mu} \\ \kappa_i (m_i - x_i) &= 0 \\ x_i &\geq m_i \\ \lambda_i (x_i - M_i) &= 0 \\ x_i &\leq M_i \\ \mu \left( \sum_{i=1}^K x_i - C \right) &= 0 \\ \sum_{i=1}^K x_i &\leq C \end{aligned}$$

Όπως έχουμε ήδη αναφέρει, κατά την ανάλυση του ελέγχου αποδοχής κλήσης, κάθε παίκτης που δέχεται να συμμετέχει στο παίγνιο εξασφαλίζει ότι θα αποκομίσει αυστηρά μεγαλύτερο εύρος ζώνης από το ελάχιστο που έχει

δηλώσει. Επομένως οι περιορισμοί  $x_i \geq m_i$  ικανοποιούνται πάντα και είναι  $x_i \geq m_i$ . Επιπλέον θα ισχύει  $\lambda_i = 0$  αν  $x_i < M_i$ , και  $x_i = M_i$ , σε άλλη περίπτωση.

### Εύρεση του αλγορίθμου εκχώρησης πόρων

Ο αλγόριθμος που θα παρουσιαστεί βασίζεται στο σχήμα προβολής κλίσης [13], στο δυϊκό πρόβλημα που σχετίζεται με το  $(P')$ .

#### 1. Ορισμός του δυϊκού προβλήματος

Βλέπουμε ότι η λύση του συνεργατικού παιγνίου στην προηγούμενη παράγραφο εξαρτάται από την τιμή του πολλαπλασιαστή Lagrange  $\mu$ . Εφόσον, όπως έχουμε δηλώσει και νωρίτερα,  $S$  είναι υποσύνολο του  $\mathbb{R}^K$  που ορίζεται από τους περιορισμούς εύρους ζώνης των εφαρμογών, τότε μπορούμε να ορίσουμε τη συνάρτηση Lagrange  $L(x, \mu)$  του αρχικού προβλήματος στο  $S$  ως:

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

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

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

Στη συνέχεια εκφράζουμε το εκχωρούμενο εύρος ζώνης  $x_i$  στον παίκτη  $i$  ως συνάρτηση του πολλαπλασιαστή Lagrange  $\mu$ . Οπότε έχουμε:

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

Η δυϊκή συνάρτηση δίνεται από τον τύπο

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

και το δυϊκό πρόβλημα ορίζεται ως

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

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

ένα διάνυσμα  $\mathbf{x}$  τέτοιο ώστε να ικανοποιείται ο περιορισμός  $\sum_{i=1}^K x_i \leq C$ . Αυτό σημαίνει ότι υπάρχει τουλάχιστον ένας πλλαπλασιαστής Lagrange  $\mu$ .

## 2. Σύγκλιση του επαναληπτικού αλγορίθμου

Σε αυτή την ενότητα παρουσιάζεται ένας επαναληπτικός αλγόριθμος για την εύρεση λύσης στο πρόβλημα της εκχώρησης εύρους ζώνης. Ο αλγόριθμος αυτός βασίζεται στη μέθοδο της προβολής κλίσης. Η γενική μορφή αυτών των αλγορίθμων είναι η:

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

όπου  $f(\cdot)$  είναι η συνάρτηση του προβλήματος μεγιστοποίησης,  $\gamma$  ένας θετικός αριθμός που εκφράζει το βήμα της επαναληπτικής μεθόδου και το  $[\cdot]^+$  εκφράζει την ορθογώνια προβολή σε σχέση με τον κανόνα του Ευκλείδη και ορίζεται ως:

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

όπου  $X$  είναι ένα κυρτό σύνολο.

Στην περίπτωσή μας, αφού  $\mu \in \mathfrak{R}^+$ , ισχύει  $[\mu]^+ = \max\{0, \mu\}$ . Επομένως η επανάληψη παίρνει τη μορφή

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

Επίσης, μπορεί να δειχθεί ότι ισχύει

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

και ο επαναληπτικός αλγόριθμος παίρνει τη μορφή

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

Όσον αφορά τη σύγκλιση του αλγορίθμου προβολής κλίσης, αναφέρουμε την επόμενη πρόταση

*Πρόταση(Σύγκλιση του Αλγορίθμου Προβολής Κλίσης)[13]:* Υποθέτουμε ότι η συνάρτηση  $f$  του προβλήματος μεγιστοποίησης είναι άνω φραγμένη και το

ανάδελτα  $\nabla f$  ικανοποιεί τη συνθήκη συνέχειας του Lipschitz, δηλαδή η  $f$  είναι παντού παραγωγίσιμη και υπάρχει μια 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 σημείο της επανάληψης προβολής κλίσης μεγιστοποιεί την  $f$  στο  $X$ . Στην περίπτωση μας η  $f$  είναι κοίλη για  $\mu \geq 0$ . Έτσι για να δείξουμε ότι η (1) συγκλίνει στο μέγιστο, αρκεί να δείξουμε ότι η συνάρτηση  $q(\cdot)$  είναι άνω φραγμένη και ότι το  $\nabla q$  ικανοποιεί τη συνθήκη Lipschitz.

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

*Πρόταση 2:* Η κλίση της δυϊκής συνάρτησης  $q(\cdot)$  είναι Lipschitz με σταθερά  $A$ :

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

*Πρόταση 3:* Η συνάρτηση  $q(\cdot)$  είναι άνω φραγμένη, δηλαδή  $q(\mu) < +\infty$ , για κάθε  $\mu \in \mathfrak{R}_+$ .

Από τα παραπάνω προκύπτει ότι, εφόσον η συνάρτηση  $q(\cdot)$  είναι άνω φραγμένη και το αρχικό πρόβλημα έχει τη μοναδική λύση  $\mathbf{x}^*$ , λόγω δυϊκότητας, η ακολουθία  $\{\mathbf{x}(\mu(t))\}$  συγκλίνει στο  $\mathbf{x}^*$ .

### 2.4.3 Εφαρμογή Αλγορίθμου

Για την εύρεση της λύσης του Nash του συνεργατικού παιγνίου χρησιμοποιούμε τον αλγόριθμο που φαίνεται παρακάτω.

```
μ_new = 0
μ_old = 0

do {
  R := 0
  μ_old := μ_new
  for each i in I
    if μ_new <= (1/(M_i - m_i)) then
      x_i := M_i
    else
      x_i := m_i + (1/μ_new)
    endif
    R := R + x_i
  endfor
enddo
```



```
μ_new := max {0, μ_new + γ(R - C)}  
} while (abs(μ_new - μ_old) < eps)
```

### 3. Προσομοίωση

#### 3.1 Εισαγωγή

Σημαντικότερο κομμάτι αυτής της εργασίας υπήρξε και η προσομοίωση της προτεινόμενης στο κεφάλαιο 2 δικτυακής αρχιτεκτονικής. Μέσα από αυτήν θέλουμε να διαπιστώσουμε το πόσο καλά αποδίδει το συγκεκριμένο πλαίσιο λειτουργίας. Παράλληλα θα γίνει και προσομοίωση άλλων δύο αρχιτεκτονικών, που διαφέρουν σε κάποια σημεία με την προτεινόμενη, έτσι ώστε να φανερωθούν οι βελτιώσεις που τυχόν αυτή προσφέρει στο δίκτυο.

Το κεφάλαιο αυτό είναι χωρισμένο σε δύο ενότητες. Στην πρώτη γίνεται αναφορά στην προετοιμασία της προσομοίωσης. Πιο συγκεκριμένα:

1. Ορίζουμε τα μετρήσιμα μεγέθη που θέλουμε να εξάγουμε από αυτή τη διαδικασία

2. Καθορίζουμε τις παραμέτρους του προγράμματος που επηρεάζουν τη λειτουργία του συστήματος.
3. Παρουσιάζουμε τις άλλες δύο αρχιτεκτονικές που θα προσομοιώσουμε απέναντι στην αρχιτεκτονική που παρουσιάστηκε στο κεφάλαιο 2.
4. Παρουσιάζουμε τη μέθοδο που ακολουθήσαμε στην εξαγωγή των αποτελεσμάτων

### 3.2. Μετρούμενα μεγέθη

Οι μετρικές που χρησιμοποιούμε σε αυτή την εργασία είναι οι εξής:

**Ποσοστό απόρριψης νέων κλήσεων (New Call Blocking Rate):** Είναι το ποσοστό των κλήσεων που δεν είχαν τους απαραίτητους πόρους για να εκκινήσουν.

**Ποσοστό απόρριψης μεταπεμπόμενων κλήσεων (Handoff Blocking Rate):** το ποσοστό των μεταπεμπόμενων κλήσεων που απορρίπτονται, επί του συνόλου των κλήσεων που μεταπέμφθησαν, επειδή στην κυψέλη-προορισμό δεν υπήρχαν οι απαραίτητοι πόροι που θα εξασφάλιζαν τη συνέχισή τους.

**Ποσοστό απόρριψης κλήσεων ανά σταθμό βάσης:** φανερώνει τον αριθμό των κλήσεων που απορρίφθηκαν σε κάθε σταθμό βάσης ξεχωριστά. Είναι ενδεικτικό του φόρτου του δικτύου, καθότι εμφανίζει μεγάλες τιμές στους σταθμούς βάσης που παρουσιάζουν μεγάλη κίνηση.

**Ποσοστό απόρριψης κλήσεων ανά χρήστη:** Πρόκειται για ένα πολύ σημαντικό μέγεθος που καθορίζει σε πολύ μεγάλο βαθμό την αντιλαμβανόμενη από το χρήστη ποιότητα υπηρεσίας που προσφέρει το δίκτυο. Όσο μεγαλύτερη είναι η τιμή του τόσο χειρότερη είναι και η παρεχόμενη ποιότητα υπηρεσίας του δικτύου.

**Μέσο εύρος ζώνης ανά τύπο εφαρμογής:** Εφόσον έχουμε να κάνουμε με ελαστικές εφαρμογές, αυτό το μέγεθος μας δίνει μια εικόνα ως προς τη διακύμανση του εύρους ζώνης των εφαρμογών.

**Μέσο χρησιμοποιούμενο εύρος ζώνης ανά σταθμό βάσης:** Το μέγεθος αυτό μας φανερώνει την χρησιμοποίηση πόρων του κάθε σταθμού βάσης στη μονάδα του χρόνου. Από την τιμή αυτής της μετρικής μπορούμε να διαπιστώσουμε σε ποια σημεία του δικτύου παρουσιάζεται η μεγαλύτερη κίνηση. Εξάλλου, όσο μεγαλύτερη τιμή έχει αυτό το μέγεθος και όσο πιο κοντά βρίσκεται η τιμή του στο ανώτατο εύρο ζώνης που μπορεί να παρέχει ένας σταθμός βάσης, τόσο καλύτερη είναι η αξιοποίηση των πόρων του συστήματος.

**Μέση τιμή δεσμευμένων πόρων ανά σταθμό βάσης:** το μέγεθος αυτό καταδεικνύει την ποσότητα των δεσμευμένων πόρων στη μονάδα του χρόνου για κάθε σταθμό βάσης. Πρόκειται δηλαδή για πόρους που έχουν δεσμευθεί από εφαρμογές που πρόκειται να εξυπηρετηθούν από το συγκεκριμένο σταθμό βάσης, αλλά προς το παρόν εξυπηρετούνται από άλλον.

### 3.3 Παράμετροι Προσομοίωσης

Με τον όρο αυτό εννοούμε κάποιες μεταβλητές του προγράμματος προσομοίωσης που μπορούμε να αλλάζουμε σε κάθε εκτέλεση. Αυτές καθορίζουν σε μεγάλο βαθμό και τη συμπεριφορά του συστήματος. Αλλάζοντας τις τιμές τους μπορούμε να κατασκευάσουμε συγκεκριμένα σενάρια προσομοίωσης, στα οποία θέλουμε να επικεντρώσουμε τη μελέτη μας. Πιο αναλυτικά αυτές οι παράμετροι παρουσιάζονται παρακάτω:

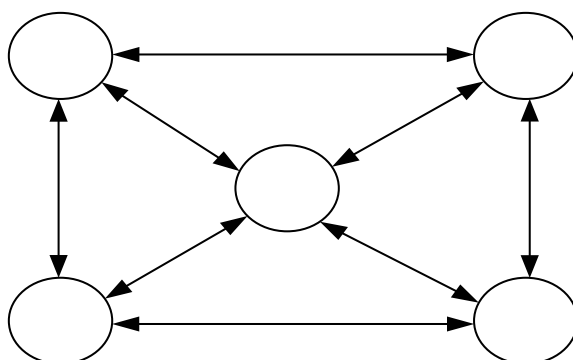
#### A) Τοπολογία Δικτύου – Κινητικότητα Χρηστών

Στη μέχρι τώρα μελέτη μας δεν έχει γίνει λόγος για κάποια συγκεκριμένη τοπολογία δικτύου, αλλά μια γενική αναφορά. Ωστόσο για τις ανάγκες της προσομοίωσης έπρεπε να θεωρήσουμε μια τοπολογία καθώς και να

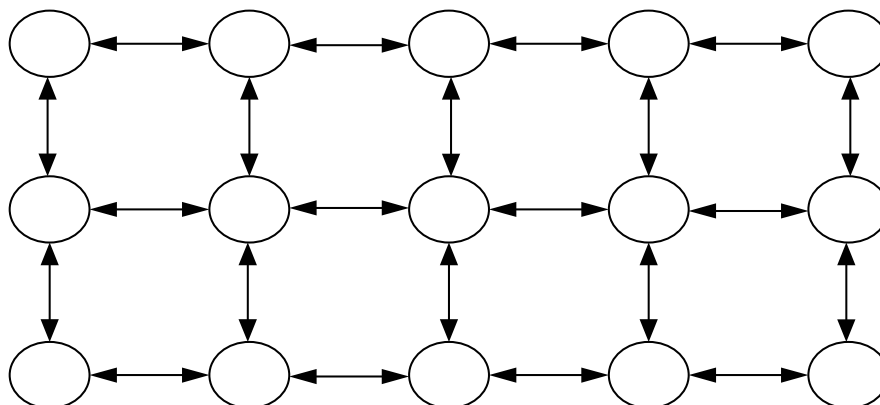
καθορίσουμε τον τρόπο με τον οποίο θα κινούνται οι χρήστες μεταξύ των κυψελών.

Αρχικά πρέπει να καθορίσουμε τον αριθμό των κυψελών (ή σταθμών βάσης εφόσον κάθε κυψέλη ελέγχεται από έναν σταθμό βάσης) καθώς και τη διάταξή τους στο χώρο. Αυτό γίνεται πολύ εύκολα με τη χρήση ενός γράφου, κάθε κορυφή του οποίου συμβολίζει μια κυψέλη. Ωστόσο επειδή είναι αναγκαίο να υπάρξει μέριμνα για την κινητικότητα των χρηστών ο γράφος αυτός θα πρέπει να είναι κατευθυντικός και με βάρη. Δηλαδή κάθε μετάβαση από μια κορυφή σε μία άλλη χαρακτηρίζεται από μια πιθανότητα (βάρος). Όταν, λοιπόν, ένας χρήστης φεύγει από μια κυψέλη, κατευθύνεται σε μία άλλη με βάση τον πίνακα μετάβασης του γράφου.

Στην υλοποίησή μας χρησιμοποιούμε δύο διαφορετικές τοπολογίες δικτύου. Στην πρώτη έχουμε πέντε κυψέλες, ενώ στη δεύτερη δεκαπέντε. Σχηματικά, οι γράφοι που τις αναπαριστούν φαίνονται στο παρακάτω σχήμα.



Σχήμα 4.1: Γράφος που παριστάνει την τοπολογία 5 κυψελών που χρησιμοποιούμε



Σχήμα 4.2: Γράφος που παριστάνει την τοπολογία 15 κυψελών που χρησιμοποιούμε

Τα βέλη δείχνουν τη φορά της μετάβασης από τη μία κορυφή στην άλλη. Από εδώ και στο εξής για μεγαλύτερη ευκολία, θα αναφερόμαστε στον γράφο με τις 5 κορυφές ως γράφο A και στο γράφο με τις 15 κορυφές ως γράφο B. Από τα παραπάνω προκύπτει ότι κάθε γράφος χαρακτηρίζεται από τον πίνακα μετάβασής του. Τον πίνακα αυτό τον αποθηκεύουμε στη βάση δεδομένων και όχι μέσα στο ίδιο το πρόγραμμα προσομοίωσης, έτσι ώστε να είναι εύκολο να αλλάζουμε κατά βούληση μεταξύ διαφορετικών τοπολογιών, χωρίς να κάνουμε ριζικές αλλαγές στον κώδικα.

Οι πίνακες μετάβασης για τους γράφους που χρησιμοποιούμε, όπως είναι αποθηκευμένοι στη βάση δεδομένων έχουν ως φαίνεται στο παρακάτω σχήμα. Στην πρώτη στήλη βρίσκεται η κυψέλη-αφετηρία, στη δεύτερη η κυψέλη-προορισμός και στην τρίτη η πιθανότητα μετάβασης.

10

prev_id	next_id	trans_prob
0	1	0.2
0	2	0.2
0	4	0.6
1	0	0.2
1	3	0.2
1	4	0.6
2	0	0.2
2	3	0.2
2	4	0.6
3	1	0.2
3	2	0.2
3	4	0.6
4	0	0.25
4	1	0.25
4	2	0.25
4	3	0.25

Πίνακας 4.1: Πίνακας Μεταβάσεων για τον γράφο A

prev_id	next_id	trans_prob	prev_id	next_id	trans_prob
0	1	0.5	5	0	0.3
0	5	0.5	5	6	0.4
1	0	0.3	5	10	0.3
1	2	0.3	6	1	0.2
1	6	0.4	6	5	0.2
2	1	0.3	6	7	0.4
2	3	0.3	6	11	0.2
2	7	0.4	7	2	0.25
3	2	0.3	7	6	0.25
3	4	0.3	7	8	0.25
3	8	0.4	7	12	0.25
4	3	0.5	8	3	0.2
4	9	0.5	8	7	0.4

prev_id	next_id	trans_prob
8	9	0.2
8	13	0.2
9	4	0.3
9	8	0.4
9	14	0.3
10	5	0.5
10	11	0.5
11	6	0.4
11	10	0.3
11	12	0.3
12	7	0.4
12	11	0.3
12	13	0.3
13	8	0.4
13	12	0.3
13	14	0.3
14	9	0.5
14	13	0.5

Πίνακας 4.2: Πίνακας Μεταβάσεων για το γράφο B (έχει υποστεί αλλαγές για τη μορφοποίηση)

## Ανάλυση κινητικότητας χρήστη

Έστω ένας γράφος με  $N$  κορυφές κι έστω ο πίνακας  $P(p_{ij} : i, j \in N)$ , όπου  $p_{ij}$  η πιθανότητα μετάβασης από την κορυφή  $i$  του γράφου στην κορυφή  $j$ . Αν η μετάβαση από το  $i$  στο  $j$  είναι αδύνατη τότε ισχύει  $p_{ij} = 0$ . (Στους παραπάνω πίνακες μετάβασης η κορυφή  $i$  είναι η πρώτη στήλη, η κορυφή  $j$  η δεύτερη και οι τιμές  $p_{ij}$  η τρίτη στήλη.)

Έστω επίσης ο μονοδιάστατος πίνακας  $\Pi(\pi_i : i \in N, \eta$  πιθανότητα ένας χρήστης να βρεθεί στην κορυφή  $i$ ). Τότε σύμφωνα με την αρχή των πιθανοτήτων θα πρέπει να ισχύει  $P \cdot \Pi = I$ , όπου  $I$  είναι το μοναδιαίο διάνυσμα  $N$  τάξης.

Οι πιθανότητες  $\Pi_i$  για το γράφο προκύπτουν από την επίλυση του παραπάνω συστήματος. Αυτές οι πιθανότητες μας δείχνουν και το μέγεθος της κίνησης που θα παρουσιάζει κάθε κυψέλη. Τροποποιώντας τον πίνακα  $P$  μπορούμε να κατευθύνουμε κατάλληλα τους χρήστες σε ορισμένες κυψέλες του συστήματος, έτσι ώστε να ελέγξουμε την απόδοση του σε συνθήκες ιδιαίτερου φόρτου.

Ακολουθώντας την παραπάνω ανάλυση μπορούμε να εξάγουμε τις πιθανότητες  $\Pi[i]$  για καθεμία από τις τοπολογίες που χρησιμοποιούμε. Για τον γράφο  $A$ , η επίλυση του συστήματος μας δίνει τις πιθανότητες:

$$\Pi[0] = 0,1562$$

$$\Pi[1] = 0,1562$$

$$\Pi[2] = 0,1563$$

$$\Pi[3] = 0,1563$$

$$\Pi[4] = 0,3750$$

Οι αντίστοιχες τιμές για το γράφο  $B$  είναι:

$\Pi(0) = 0,0162$	$\Pi(3) = 0,0284$	$\Pi(6) = 0,2231$	$\Pi(9) = 0,0034$	$\Pi(12) = 0,0863$
$\Pi(1) = 0,0412$	$\Pi(4) = 0,0033$	$\Pi(7) = 0,3117$	$\Pi(10) = 0,0160$	$\Pi(13) = 0,0182$
$\Pi(2) = 0,0899$	$\Pi(5) = 0,0322$	$\Pi(8) = 0,0879$	$\Pi(11) = 0,0403$	$\Pi(14) = 0$

Είναι και στις δύο περιπτώσεις φανερό ότι προσπαθούμε να οδηγήσουμε τους χρήστες σε συγκεκριμένες κυψέλες και να προκαλέσουμε εκεί συμφόρηση. Για τη μεν τοπολογία A, η πιθανότητα να βρεθεί ένας χρήστης στην κυψέλη 4 είναι υπερδιπλάσια σε σύγκριση με οποιαδήποτε άλλη κυψέλη. Ενώ και για την τοπολογία B, οι πιθανότητες εμφάνισης για τον κάθε χρήστη στις κυψέλες 6 και 7 είναι τάξεις μεγέθους μεγαλύτερες από τις αντίστοιχες πιθανότητες για όλες τις υπόλοιπες κυψέλες.

## **B) Χρόνος Παραμονής Χρηστών σε κάθε Κυψέλη**

Όπως είπαμε και παραπάνω στην αρχή της προσομοίωσης οι χρήστες κατανέμονται ισομερώς σε όλες τις κυψέλες του δικτύου. Ωστόσο κάθε χρήστης παραμένει σε μια κυψέλη για κάποιο συγκεκριμένο χρόνο κι ύστερα μεταβαίνει σε κάποια άλλη. Στην προηγούμενη παράγραφο είδαμε πώς γίνεται αυτή η μετάβαση. Σε αυτή την ενότητα θα παρουσιάσουμε πώς υπολογίζουμε το χρόνο που θα παραμείνει κάθε χρήστης σε μια κυψέλη.

Στην υλοποίησή μας ο χρόνος αυτός παραμονής του χρήστη σε μια κυψέλη δίνεται από την κατανομή Γάμμα. Η συνάρτηση πυκνότητας πιθανότητας (probability density function - pdf) της κατανομής αυτής δίνεται από τον τύπο:

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

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

όπου



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

είναι η συνάρτηση γάμμα.

Σύμφωνα με το [14] η γενικευμένη γάμμα κατανομή προσφέρει πολύ καλές προσεγγίσεις για τον πραγματικό χρόνο παραμονής ενός τερματικού σταθμού σε μια κυψέλη σύμφωνα και με αποτελέσματα προσομοίωσης.

### Γ) Χρόνος Μεταξύ Διαδοχικών Αφίξεων Εφαρμογών

Σημαντική παράμετρο για το σύστημα αποτελεί και το χρονικό διάστημα μεταξύ διαδοχικών αφίξεων κάθε είδους εφαρμογής ανά χρήστη. Την τιμή αυτή την παίρνουμε από τη γεωμετρική κατανομή, καθώς έχουμε θεωρήσει ότι η εκκίνηση ενός τύπου εφαρμογής από έναν χρήστη ακολουθεί τη συγκεκριμένη κατανομή.

Θεωρούμε μια ακολουθία ανεξάρτητων δοκιμών Bernoulli με πιθανότητα επιτυχίας  $p$  (και αποτυχίας  $q=1-p$ ) σταθερή σε όλες τις δοκιμές. Αν  $X$  είναι ο αριθμός των δοκιμών μέχρι την πρώτη επιτυχία τότε:

$$\begin{aligned} P(X = x) &= P(\{\omega_1, \omega_2, \dots, \omega_x\} : \omega_i = a, i = 1, 2, \dots, x-1, \omega_x = \varepsilon) \\ &= P_1(\{a\})P_2(\{a\}) \dots P_{x-1}(\{a\})P_x(\{\varepsilon\}) \end{aligned}$$

Οπότε προκύπτει

$$f(x) = P(X = x) = p \cdot q^{x-1} \quad x = 1, 2, \dots$$

που είναι η συνάρτηση πυκνότητας πιθανότητας της γεωμετρικής κατανομής.

Η μέση τιμή της κατανομής αυτής δίνεται από τη σχέση  $\mu = E(x) = \frac{1}{p}$ .

Στην περίπτωση μας τυχαία μεταβλητή είναι ο χρόνος, επομένως θέτοντας τη μέση τιμή της κατανομής ίση με το χρονικό διάστημα που θέλουμε μπορούμε να βρούμε την πιθανότητα  $p$ . Ύστερα παράγουμε γεωμετρικά κατανεμημένες τιμές χρησιμοποιώντας τον τύπο:

$$X = \frac{\ln(rand)}{\ln(1-p)}, \quad \text{όπου rand ένας τυχαίος αριθμός}$$

Αναλυτικά οι μέσοι χρόνοι άφιξης που χρησιμοποιούμε για κάθε τύπο εφαρμογής φαίνονται στον πίνακα 1 της επόμενης παραγράφου.

#### Δ) Χαρακτηριστικά Εφαρμογών

Τα χαρακτηριστικά των εφαρμογών που λάβαμε υπόψη σε αυτή την προσομοίωση είναι το εύρος ζώνης και η μέση διάρκεια για κάθε εφαρμογή. Το εύρος ζώνης, εφόσον κάνουμε λόγο για ελαστικές εφαρμογές, καθορίζεται από μία ελάχιστη και μία μέγιστη τιμή. Το πεδίο τιμών του εύρους ζώνης εξαρτάται από τη φύση της εφαρμογής καθότι οι ελάχιστες απαιτήσεις του κάθε τύπου μπορεί να είναι πολύ διαφορετικές, όπως π.χ. συμβαίνει στην περίπτωση Video και http.

Όσον αφορά τη διάρκεια κάθε εφαρμογής θεωρήσαμε ότι αυτή ακολουθεί τη γεωμετρική κατανομή, όπως άλλωστε και για τον ενδιάμεσο χρόνο άφιξης μεταξύ διαδοχικών εφαρμογών, όπως αναφέρθηκε και στην προηγούμενη παράγραφο.

Στον παρακάτω πίνακα φαίνονται τα αναλυτικά χαρακτηριστικά στοιχεία κάθε εφαρμογής, τα οποία διατηρήσαμε σταθερά σε όλες τις εκτελέσεις του προγράμματος.

	<b>Min (kbps)</b>	<b>Max (kbps)</b>	<b>Μέση Διάρκεια (sec)</b>	<b>Μέσος χρόνος ενδοαφίξεων (sec)</b>
<b>Video</b>	256	512	300	1800
<b>VoIP</b>	16	64	120	1200
<b>Ftp</b>	10	500	300	1800
<b>Http</b>	20	50	3	60

*Πίνακας 4.1: Παράμετροι του συστήματος ανά εφαρμογή*

## **Ε) Παράμετροι σχετικοί με τη λειτουργία του Αλγορίθμου Πρόβλεψης Κίνησης**

Όπως αναφέρθηκε και στην ανάλυση του κεφαλαίου 2, κάθε αλγόριθμος πρόβλεψης κίνησης παρουσιάζει ένα ποσοστό επιτυχίας όσον αφορά τις προβλέψεις του. Στη συγκεκριμένη εργασία δεν προτείνουμε κάποιον συγκεκριμένο αλγόριθμο αλλά υποθέτουμε την ύπαρξη ενός, ούτως ώστε να προβούμε σε δυναμική δέσμευση πόρων.

Με λίγα λόγια χρησιμοποιούμε έναν «εικονικό» αλγόριθμο πρόβλεψης κίνησης, με ποσοστό επιτυχίας πρόβλεψης που ορίζουμε εμείς. Πιο συγκεκριμένα καθορίζουμε εξαρχής (από τη στιγμή που θα εισέλθει ο χρήστης σε μία κυψέλη) ποια θα είναι η επόμενη κυψέλη στην οποία θα βρεθεί ο κάθε χρήστης. Εν συνεχεία ύστερα από κάποιο χρονικό διάστημα καλείται ο εικονικός αλγόριθμος πρόβλεψης κίνησης, σύμφωνα με τα αποτελέσματα του οποίου γίνεται η δέσμευση των πόρων σε κάποια κυψέλη. Βασιζόμενοι στην ονομαστική πιθανότητα επιτυχίας που αυτός έχει, καλούμε την συνάρτηση βιβλιοθήκης που παράγει τυχαίους αριθμούς στο διάστημα  $[0,1]$  και συγκρίνουμε το αποτέλεσμα με την πιθανότητα επιτυχίας του αλγορίθμου. Στις προσομοιώσεις χρησιμοποιούμε διάφορες τιμές για το ποσοστό επιτυχίας πρόβλεψης του αλγορίθμου.

Εξάλλου, όσον αφορά τον αλγόριθμο πρόβλεψης κίνησης σημαντικό ρόλο παίζουν και οι παράμετροι  $a$  και  $b$ , που καθορίζουν πότε αυτός θα εκτελεστεί. Κατά τη διάρκεια των προσομοιώσεων διατηρήσαμε την τιμή  $a = 0.5$ , ενώ μεταβάλαμε τη  $\beta$  για να διαπιστώσουμε την επίδραση που έχει στη δυναμική δέσμευση πόρων.

### **3.4 Παρουσίαση των αρχιτεκτονικών προς σύγκριση**

Σε αυτή την παράγραφο θα αναφερθούμε στις άλλες δύο αρχιτεκτονικές που θα προσομοιώσουμε μαζί με αυτή που παρουσιάσαμε. Σκοπός των συγκεκριμένων προσομοιώσεων είναι η εύρεση μέτρων σύγκρισης. Στις επόμενες ενότητες γίνεται αναλυτική παρουσίαση των αρχιτεκτονικών αυτών.

#### **3.4.1 Εφαρμογές με σταθερό εύρος ζώνης, μη ύπαρξη PPA**

Ο τίτλος της ενότητας είναι ιδιαίτερα εύγλωττος όσον αφορά το συγκεκριμένο πλαίσιο. Πλέον δεν έχουμε να κάνουμε με ελαστικές εφαρμογές, αλλά με εφαρμογές που χρησιμοποιούν σταθερό εύρος ζώνης. Εξάλλου η μη ύπαρξη αλγορίθμου πρόβλεψης κίνησης και κατά συνέπεια δυναμικής δέσμευσης μνήμης, ακυρώνει τη θεωρία της διάκρισης των εφαρμογών σε δύο σύνολα, όπως παρουσιάσαμε στο κεφάλαιο 2. Όλες οι εφαρμογές έχουν την ίδια προτεραιότητα και μία εφαρμογή που εκκινεί σε ένα σταθμό βάσης μια χρονική στιγμή έχει την ίδια πιθανότητα να εξυπηρετηθεί με μία εφαρμογή που μεταπέμπεται από ένα γειτονικό σταθμό βάσης.

Αυτό απλουστεύει κατά πολύ τον έλεγχο αποδοχής κλήσης. Όλες οι κλήσεις, νέες και μεταπεμπόμενες, υπάγονται στον ίδιο έλεγχο. Εφόσον υπάρχουν οι απαραίτητοι πόροι, επιτρέπεται στην εφαρμογή να εκτελεστεί, ειδάλλως αυτή απορρίπτεται. Όσον αφορά το εύρος ζώνης που απαιτεί κάθε εφαρμογή, θεωρήσαμε ότι για κάθε τύπο είναι ίσο με τον αριθμητικό μέσο του διαστήματος ελάχιστο – μέγιστο (  $[m, M]$  ), που ορίσαμε στην προηγούμενη ενότητα (πίνακας 4.2).

	<b>Εύρος Ζώνης</b>	<b>Μέση Διάρκεια(sec)</b>	<b>Μέσος ενδιάμεσος χρόνος αφίξεων(sec)</b>
<b>Video</b>	384	300	1800
<b>VoIP</b>	40	120	1200
<b>Ftp</b>	255	300	1800
<b>Http</b>	35	3	60

Πίνακας 4.2: Παράμετροι συστήματος II ανά εφαρμογή

Όλες οι υπόλοιπες παράμετροι που καθορίζουν τη λειτουργία του συστήματος είναι ίδιες με αυτές που αναφέρθηκαν στις προηγούμενες ενότητες.

Από εδώ και στο εξής η αρχιτεκτονική αυτή θα αναφέρεται ως αρχιτεκτονική II.

### 3.4.2 Εφαρμογές με σταθερό εύρος ζώνης, ύπαρξη PPA

Η μοναδική διαφορά με την προαναφερθείσα αρχιτεκτονική είναι η ύπαρξη ενός αλγορίθμου πρόβλεψης κίνησης. Οι κανόνες που διέπουν την εκτέλεση του αλγορίθμου αυτού και τη δυναμική δέσμευση πόρων είναι οι ίδιοι που χρησιμοποιούνται και στο πλαίσιο I. Τα χαρακτηριστικά των εφαρμογών που χρησιμοποιούμε στην αρχιτεκτονική αυτή φαίνονται στον πίνακα 4.2.

Εφεξής αυτή η αρχιτεκτονική θα αναφέρεται ως αρχιτεκτονική III.

### 3.5 Μέθοδος Προσομοίωσης

Προκειμένου τα αποτελέσματα της προσομοίωσης να είναι όσο το δυνατό πιο αξιόπιστα, η μέθοδος που ακολουθήθηκε είχε ως εξής:

1. Καθορισμός σεναρίου, δηλαδή απόδοση τιμών στις παραμέτρους του συστήματος
2. Εκτέλεση  $a$  πειραμάτων με το συγκεκριμένου σενάριο για την προτεινόμενη αρχιτεκτονική και αποθήκευση των αποτελεσμάτων, όπου  $a \in \mathbb{N}$ . Σε κάθε σενάριο αναφέρεται η τιμή του  $a$ .
3. Υπολογισμός μέσων τιμών των μετρικών που χρησιμοποιούμε.
4. Σχολιασμός αποτελεσμάτων και σύγκριση των τριών συστημάτων

## 4. Αποτελέσματα Προσομοίωσης

Σε αυτή την παράγραφο θα παραθέσουμε τα αποτελέσματα των προσομοιώσεων που εκτελέσαμε. Σε κάθε διαφορετικό σενάριο θα εμφανίζεται ένας πίνακας με τα δεδομένα εισόδου και ένας πίνακας με τα μετρούμενα μεγέθη που παρουσιάσαμε παραπάνω.

**Παρατήρηση:** Τα αποτελέσματα που ακολουθούν αποτελούν μέσους όρους των στοιχείων που αποκομίσαμε από τις διαδοχικές εκτελέσεις της προσομοίωσης. Τα πλήρη αποτελέσματα ανά προσομοίωση βρίσκονται στο παράρτημα της εργασίας.

### Σενάριο 1

Εκτελούμε το πρόγραμμα με είσοδο τα παρακάτω στοιχεία:

<b>Αριθμός πελατών</b>	200
<b>Αριθμός κυψελών</b>	5
<b>Χρόνος Προσομοίωσης (sec)</b>	3600
<b>Ποσοστό επιτυχίας PPA</b>	0,7

Πίνακας 4.1: Είσοδος του προγράμματος

Σε 10 διαδοχικές εκτελέσεις του προγράμματος λάβαμε τα εξής αποτελέσματα:

#### **A) Αρχιτεκτονική I**

Ποσοστό νέων εφαρμογών που απορρίφθηκαν (%)	<b>4,16</b>
Ποσοστό μεταπεμπόμενων εφαρμογών που απορρίφθηκαν (%)	<b>6,7</b>
Ποσοστό νέων κλήσεων που απορρίφθηκαν ανά χρήστη (%)	<b>4,16</b>
Ποσοστό συνεχιζόμενων κλήσεων που απορρίφθηκαν ανά χρήστη (%)	<b>6,97</b>
Μέσο εύρος ζώνης για εφαρμογές Video (kbps)	<b>457,2</b>
Μέσο εύρος ζώνης για εφαρμογές Voip (kbps)	<b>63,81</b>
Μέσο εύρος ζώνης για εφαρμογές Ftp (kbps)	<b>313,9</b>
Μέσο εύρος ζώνης για εφαρμογές Http (kbps)	<b>49,99</b>

Πίνακας 4.2: Αποτελέσματα προσομοίωσης για την αρχιτεκτονική I

### Μέσο εύρος ζώνης ανά σταθμό βάσης

Αριθμός Κυψέλης	Μέσο εύρος ζώνης (kbps)	Μέσοι δεσμευμένοι πόροι (kbps)
0	3644	1041,73
1	3694,1	1079,9
2	3707,3	1111,64
3	3733,5	1094
4	4666,1	1831

Πίνακας 4.3: Μέσο εύρος ζώνης ανά σταθμό βάσης για την αρχιτεκτονική I

Εκτελέσαμε προσομοιώσεις με τις ίδιες παραμέτρους του συστήματος και για την περίπτωση της τοπολογίας δικτύου που παριστάνεται από το γράφο B. Τα αποτελέσματα που λάβαμε είναι τα παρακάτω:

Ποσοστό νέων εφαρμογών που απορρίφθηκαν (%)	<b>1,01</b>
Ποσοστό μεταπεμπόμενων εφαρμογών που απορρίφθηκαν (%)	<b>1,54</b>
Ποσοστό νέων κλήσεων που απορρίφθηκαν ανά χρήστη (%)	<b>1,01</b>
Ποσοστό συνεχιζόμενων κλήσεων που απορρίφθηκαν ανά χρήστη (%)	<b>2,78</b>
Μέσο εύρος ζώνης για εφαρμογές Video (kbps)	<b>472,9</b>
Μέσο εύρος ζώνης για εφαρμογές Voip (kbps)	<b>63,21</b>
Μέσο εύρος ζώνης για εφαρμογές Ftp (kbps)	<b>405,3</b>
Μέσο εύρος ζώνης για εφαρμογές Http (kbps)	<b>49,51</b>

Πίνακας 4.4: Αποτελέσματα προσομοίωσης για την αρχιτεκτονική I και την τοπολογία B

### Μέσο εύρος ζώνης ανά σταθμό βάσης

Αριθμός Κυψέλης	Μέσο εύρος ζώνης	Αριθμός Κυψέλης	Μέσο εύρος ζώνης	Αριθμός Κυψέλης	Μέσο εύρος ζώνης
0	595,42	5	1023,10	10	690,87
1	1107,67	6	3155,67	11	1192,21
2	2587,82	7	4559,51	12	2513,39
3	1195,05	8	3091,48	13	1134,13
4	676,05	9	964,50	14	617,59

Πίνακας 4.5: Μέσο εύρος ζώνης ανά κυψέλη για την αρχιτεκτονική I και την τοπολογία B

### Μέση τιμή δεσμευμένων πόρων ανά σταθμό βάσης

Αριθμός Κυψέλης	Μέση τιμή δεσμευμένων πόρων	Αριθμός Κυψέλης	Μέση τιμή δεσμευμένων πόρων	Αριθμός Κυψέλης	Μέση τιμή δεσμευμένων πόρων
0	157,11	5	262,85	10	152,82
1	330,58	6	747,52	11	353,75
2	604,46	7	1371,15	12	555,41
3	349,27	8	684,39	13	323,08
4	158,98	9	283,65	14	150,51

Πίνακας 4.6: Μέση τιμή δεσμευμένων πόρων για την αρχιτεκτονική I και την τοπολογία B

### B) Αρχιτεκτονική II

Ποσοστό νέων εφαρμογών που απορρίφθηκαν (%)	<b>2,04</b>
Ποσοστό μεταπεμπόμενων εφαρμογών που απορρίφθηκαν (%)	<b>17,7</b>
Ποσοστό νέων κλήσεων που απορρίφθηκαν ανά χρήστη (%)	<b>2,04</b>



Ποσοστό συνεχιζόμενων κλήσεων που απορρίφθηκαν ανά χρήστη (%)	<b>17,7</b>
Μέσο εύρος ζώνης για εφαρμογές Video (kbps)	<b>384</b>
Μέσο εύρος ζώνης για εφαρμογές Voip (kbps)	<b>64</b>
Μέσο εύρος ζώνης για εφαρμογές Ftp (kbps)	<b>255</b>
Μέσο εύρος ζώνης για εφαρμογές Http (kbps)	<b>35</b>

Πίνακας 4.7: Αποτελέσματα προσομοίωσης για την αρχιτεκτονική II

### Μέσο εύρος ζώνης ανά σταθμό βάσης

Αριθμός Κυψέλης	Μέσο εύρος ζώνης (kbps)
0	2212
1	2139
2	2071
3	2186
4	3978

Πίνακας 4.8: Μέσο εύρος ζώνης ανά σταθμό βάσης για την αρχιτεκτονική II

Σε αυτή την περίπτωση βλέπουμε ότι το ποσοστό απόρριψης κλήσεων είναι μικρότερο σε σχέση με αυτό που παρουσιάζεται για την προτεινόμενη αρχιτεκτονική. Αυτό είναι κάτι το οποίο περιμέναμε καθότι, όπως αναφέρθηκε και στο κεφάλαιο 2, θυσιάζονται οι νέες κλήσεις για να εξυπηρετηθούν οι ήδη υπάρχουσες στο δίκτυο. Η επιβεβαίωση της επιδίωξης αυτής έρχεται από τη μελέτη των ποσοστών απόρριψης μεταπεμπόμενων κλήσεων για τα δύο συστήματα. Στο πλαίσιο II το ποσοστό αυτό είναι υπερδιπλάσιο σε σχέση με αυτό του πλαισίου I. Ωστόσο παρατηρούμε ότι το πλαίσιο II προσφέρει ελαφρώς καλύτερη επίδοση ως προς τον αριθμό απόρριψης κλήσεων (νέων και μεταπεμπόμενων) ανά χρήστη. Για το πλαίσιο II ο αριθμός αυτός είναι 2,03 κλήσεις/χρήστη, ενώ για το I 2,88 κλήσεις/χρήστη.

Όσον αφορά το μέσο εύρος ζώνης για τις εφαρμογές που εκτελέστηκαν κατά το χρονικό διάστημα της προσομοίωσης, οι διαφορές είναι εμφανείς. Στο μεν πλαίσιο II το εύρος ζώνης ανά τύπο εφαρμογής είναι φυσικά ίσο με το

αιτούμενο εύρος ζώνης, καθότι θεωρούμε ότι η εφαρμογή ενόσω εκτελείται έχει αυτό το σταθερό εύρος ζώνης. Στο δε πλαίσιο I τα μέσα εύρη ζώνης βρίσκονται πιο κοντά στα άνω όριά τους παρά στα κάτω. Για τις εφαρμογές που έχουν χαμηλά κατώτατα όρια και η διαφορά ανάμεσα στο ανώτατο και στο κατώτατο όριο είναι μικρή (Http και VoIP), η τιμή του μέσου εύρους ζώνης κυμαίνεται οριακά κάτω από το ανώτατο όριο. Αντίθετα οι εφαρμογές όπου το ανώτατο όριο είναι σχετικά υψηλό και το εύρος μεταξύ κατώτατου και ανώτατου ορίου είναι μεγάλο (Video και FTP), «χάνουν» ποσοστιαία περισσότερο εύρος ζώνης. Αυτό είναι λογικό και προκύπτει από την ίδια τη λύση του συνεργατικού παιγνίου Nash. Πάντως, σε κάθε περίπτωση, τα μέσα χρησιμοποιούμενα εύρη ζώνης ανά εφαρμογή είναι αρκετά μεγαλύτερα για το πλαίσιο I.

Όσο η μεγαλύτερη διαφορά μεταξύ των δύο πλαισίων προκύπτει από τη σύγκριση των πινάκων με τα μέσα χρησιμοποιούμενα εύρη ζώνης ανά σταθμό βάσης. Ο δείκτης αυτός φανερώνει το βαθμό αξιοποίησης των πόρων του δικτύου. Οι τιμές για το πλαίσιο I είναι εμφανώς καλύτερες από τις αντίστοιχες για το πλαίσιο II. Ειδικότερα για την κυψέλη 4, όπου δημιουργείται και ο μεγαλύτερος φόρτος το πλαίσιο I πετυχαίνει μέση εκμετάλλευση πόρων 4666 kbps, δηλαδή ποσοστό 93,32% επί των συνολικά διαθέσιμων πόρων. Αντίθετα με το πλαίσιο II επιτυγχάνεται χρησιμοποιούνται κατά μέσο όρο μόλις 3978 kbps, ή 79,56% των συνολικά διαθέσιμων πόρων. Και αυτό συμβαίνει παρά το γεγονός ότι το ποσοστό απόρριψης νέων κλήσεων στο πλαίσιο II είναι μικρότερο σε σχέση με το I.

Η διαφορά αυτή οφείλεται στην εφαρμογή της λύσης του συνεργατικού παιγνίου του Nash. Αυτό επιτρέπει σε μια εφαρμογή να χρησιμοποιεί μεγαλύτερο εύρος ζώνης από το ελάχιστο που χρειάζεται για τη λειτουργία της, εφόσον αυτό είναι εφικτό. Εξάλλου σε συνθήκες συμφόρησης, χρησιμοποιώντας τη λύση του Nash εκτός από τη δίκαιη κατανομή πόρων επιτυγχάνεται και η μεγαλύτερη αξιοποίηση των διαθέσιμων πόρων. Ενώ όταν στις εφαρμογές αποδίδεται ένα συγκεκριμένο εύρος ζώνης, είναι πολύ πιθανό κάτω από συνθήκες συμφόρησης να μην υπάρχει η δυνατότητα να εκκινήσει μια νέα εφαρμογή (λόγω έλλειψης των πόρων που χρειάζεται), αλλά ταυτόχρονα να υπάρχουν πόροι ανεκμετάλλευτοι. Έτσι προκύπτει και η

μεγάλη διαφορά στη μέση τιμή των πόρων που χρησιμοποιούνται σε κάθε σταθμό βάσης.

Εξάλλου, από τις μέσες τιμές των χρησιμοποιούμενων και των δεσμευμένων ανά σταθμό πόρων παρατηρούμε ότι με το πλαίσιο I επιτυγχάνεται πολύ καλή και αποτελεσματική διαχείριση των πόρων του συστήματος. Παρατηρούμε ότι το άθροισμα των δύο αυτών μεγεθών είναι μεγαλύτερο από τη συνολική χωρητικότητα του σταθμού βάσης. Ο λόγος που συμβαίνει αυτό είναι ότι επιτρέπουμε, χρησιμοποιώντας τη λύση του Nash, στις εφαρμογές που εκτελούνται εντός μιας κυψέλης να χρησιμοποιούν όλους τους διαθέσιμους πόρους, ακόμη και αυτούς που είναι δεσμευμένοι από εφαρμογές που πρόκειται να έρθουν. Αυτό έρχεται σε αντίθεση με τη θεωρία του σταθερού αριθμού καναλιών, που αναφέρθηκε στο κεφάλαιο 2.

### Γ) Αρχιτεκτονική III

Για να γίνει πιο κατανοητή η διαφορά αυτή, ακολουθεί ο πίνακας που περιέχει τα αποτελέσματα προσομοίωσης για την αρχιτεκτονική III, όπου η μόνη διαφορά, όπως έχουμε αναφέρει, με το I είναι η θεώρηση των εφαρμογών ως μη ελαστικών και κατά συνέπεια η μη εφαρμογή της συνεργατικής λύσης του Nash.

Ποσοστό νέων εφαρμογών που απορρίφθηκαν (%)	<b>2,31</b>
Ποσοστό μεταπεμπόμενων εφαρμογών που απορρίφθηκαν (%)	<b>17,23</b>
Νέες κλήσεις που απορρίφθηκαν ανά χρήστη (%)	<b>2,31</b>
Συνεχιζόμενες κλήσεις που απορρίφθηκαν ανά χρήστη (%)	<b>17,2</b>
Μέσο εύρος ζώνης για εφαρμογές Video (kbps)	<b>384</b>
Μέσο εύρος ζώνης για εφαρμογές Voip (kbps)	<b>40</b>
Μέσο εύρος ζώνης για εφαρμογές Ftp (kbps)	<b>255</b>
Μέσο εύρος ζώνης για εφαρμογές Http (kbps)	<b>35</b>

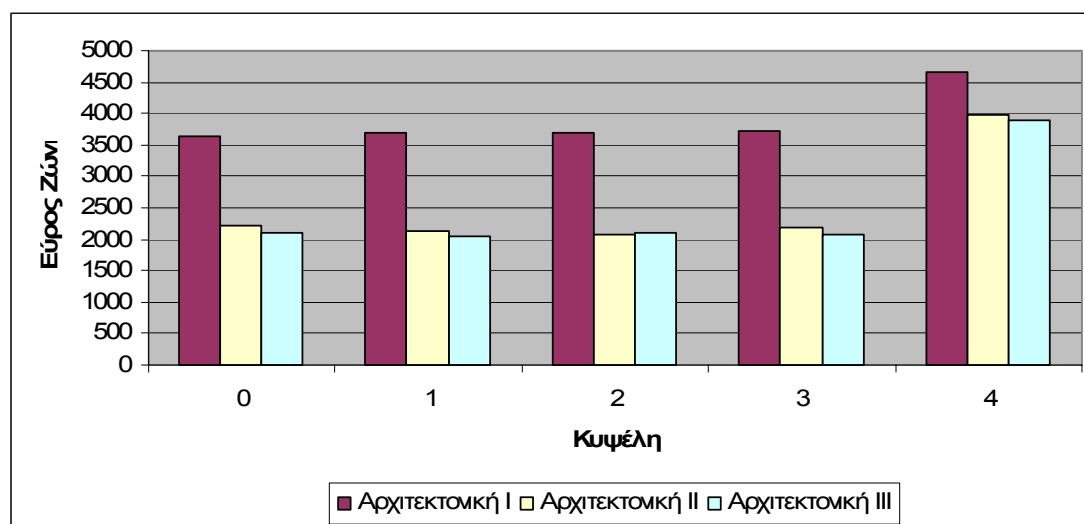
Πίνακας 4.9: Αποτελέσματα προσομοίωσης για την αρχιτεκτονική III

Αριθμός Κυψέλης	Μέσο εύρος ζώνης (kbps)	Μέσοι δεσμευμένοι πόροι (kbps)
0	2115,12	146,8
1	2039,2	142,62
2	2108,76	140,63
3	2072,59	149,87
4	3900,87	184,93

Πίνακας 4.10: Μέσο εύρος ζώνης και μέσοι δεσμευμένοι πόροι ανά σταθμό βάσης για την αρχιτεκτονική III

### Σύγκριση των τριών αρχιτεκτονικών ως προς το συνολικό ρυθμό ανά σταθμό βάσης

Για να γίνουν πιο εμφανείς οι διαφορές των παραπάνω αρχιτεκτονικών ως προς την αξιοποίηση των πόρων παραθέτουμε το παρακάτω γράφημα 4.1. Σε αυτό καταγράφεται η χρησιμοποίηση πόρων ανά σταθμό βάσης και για τις 5 κυψέλες που προσομοιώσαμε. Η υπεροχή της αρχιτεκτονικής I είναι πέραν κάθε συζητήσεως, ενώ βλέπουμε ότι οι άλλες δύο αρχιτεκτονικές παρουσιάζουν παραπλήσια αποτελέσματα.



Γράφημα 4.1: Ραβδοδιάγραμμα του χρησιμοποιούμενου εύρους ζώνης ανά σταθμό βάσης

### Σενάριο 2

**Εκτελούμε την προσομοίωση όπως και στο προηγούμενο σενάριο με τη μόνη διαφορά ότι για τον υπολογισμό του χρόνου που εκτελείται ο PPA, θέτουμε  $b=0,7$  αντί για  $b=0,1$ .**

Τα αποτελέσματα που λαμβάνουμε ύστερα από 10 προσομοιώσεις για την αρχιτεκτονική I φαίνονται στον παρακάτω πίνακα:

Ποσοστό νέων εφαρμογών που απορρίφθηκαν (%)	<b>1,42</b>
Ποσοστό μεταπεμπόμενων εφαρμογών που απορρίφθηκαν (%)	<b>2,6</b>
Ποσοστό νέων κλήσεων που απορρίφθηκαν ανά χρήστη (%)	<b>1,42</b>
Ποσοστό μεταπεμπόμενων κλήσεων που απορρίφθηκαν ανά χρήστη (%)	<b>3.69</b>
Μέσο εύρος ζώνης για εφαρμογές Video (kbps)	<b>444,27</b>
Μέσο εύρος ζώνης για εφαρμογές Voip (kbps)	<b>63,21</b>
Μέσο εύρος ζώνης για εφαρμογές Ftp (kbps)	<b>290,97</b>
Μέσο εύρος ζώνης για εφαρμογές Http (kbps)	<b>49,88</b>

Πίνακας 4.11: Αποτελέσματα προσομοίωσης της αρχιτεκτονικής I για το σενάριο 2

### Μέσο εύρος ζώνης ανά σταθμό βάσης

Αριθμός Κυψέλης	Μέσο εύρος ζώνης (kbps)	Μέσοι δεσμευμένοι πόροι
0	3825,22	621,45
1	3756,4	627,44
2	3855,45	613,42
3	3819,6	591,38
4	4660,24	993,44

Πίνακας 4.12: Μέσο εύρος ζώνης και δεσμευμένοι πόροι ανά σταθμό βάσης για την αρχιτεκτονική I

Συγκρίνοντας τα αποτελέσματα του πίνακα 4.8 με αυτά του πίνακα 4.2 παρατηρούμε μια σαφή βελτίωση όσον αφορά τα ποσοστά απόρριψης, τόσο νέων όσο και μεταπεμπόμενων κλήσεων. Αυτό οφείλεται στο γεγονός ότι, θέτοντας την τιμή του  $b$  ίση με 0,7, αυξάνουμε τις πιθανότητες οι εφαρμογές για τις οποίες γίνεται η δέσμευση να «τρέχουν» ακόμη τη στιγμή που γίνεται η μεταπομπή. Αυτό επιδρά θετικά στο σύστημα, τόσο επειδή ρίχνει το ποσοστό των κλήσεων που απορρίπτονται όσο κι επειδή αποφεύγει την υπέρμετρη δέσμευση πόρων. Ας μη ξεχνάμε ότι όσο περισσότεροι πόροι δεσμεύονται για τις μεταγόμενες εφαρμογές, τόσο λιγότεροι είναι διαθέσιμοι για τις νέες εφαρμογές.

Αξίζει να αναφέρουμε ότι στο σενάριο 2, τα μέσα εύρη ζώνης ανά εφαρμογή εμφανίζονται κάπως χαμηλότερα σε σχέση με αυτά του σεναρίου 1. Αυτό οφείλεται στο γεγονός ότι στο σενάριο 2, λόγω των μικρότερων ποσοστών απόρριψης κλήσεων, βρίσκονται στο σύστημα ταυτόχρονα περισσότερες εφαρμογές που συναγωνίζονται για το υπάρχον εύρος ζώνης. (Αυτό μπορούμε να το ισχυριστούμε γνωρίζοντας ότι σε κάθε προσομοίωση ο αριθμός των εφαρμογών που δημιουργούνται είναι παρόμοιος). Μοιραία λοιπόν κατά την εφαρμογή της λύσης του Nash καθεμία από αυτές θα λάβει λιγότερους πόρους, ούτως ώστε να «χωρέσουν» όλες στο σύστημα.

Παράλληλα το παραπάνω επιβεβαιώνεται και από τον υπολογισμό του μέσου συνολικού εύρους ζώνης του συστήματος (throughput). Αν συμβολίσουμε με  $BW_i$  το μέσο εύρος ζώνης ανά σταθμό βάσης, τότε από τους πίνακες 4.9 και 4.3 το μέσο συνολικό εύρος ζώνης του συστήματος για τα σενάρια 1 και 2 αντίστοιχα είναι:

$$throughput_1 = \sum_{i=1}^5 BW_i = 19445 \text{ kbps}$$

$$throughput_2 = \sum_{i=1}^5 BW_i = 19917 \text{ kbps}$$

Στο σενάριο 2 το μέσο συνολικό χρησιμοποιούμενο εύρος ζώνης είναι αρκετά μεγαλύτερο, γεγονός που φανερώνει και την καλύτερη διαχείριση των πόρων που επιτυγχάνεται μέσω αυτού. Αυτό σε συνδυασμό με τη σύγκριση της

τρίτης στήλης των πινάκων 4.9 και 4.3 μας οδηγεί στο συμπέρασμα ότι στο σενάριο 1, γίνεται υπέρμετρη δέσμευση πόρων. Σε όλους τους σταθμούς βάσης η δέσμευση πόρων είναι σημαντικά μεγαλύτερη στο σενάριο 1 και μάλιστα φτάνει να είναι η διπλάσια για το σταθμό βάσης 4, στον οποίο παρατηρείται και η μεγαλύτερη συμφόρηση.

Για το θέμα αυτό έγινε λόγος και στο κεφάλαιο 2 και τα αποτελέσματα σε αυτό το σημείο επιβεβαιώνουν τη θεωρία μας. Στο σενάριο 1 γίνεται υπέρμετρη δέσμευση διότι εκτελείται ο αλγόριθμος πρόβλεψης κίνησης πολύ νωρίς (στο 1/10 του εκτιμώμενου χρόνου παραμονής του κινητού τερματικού στην κυψέλη). Αυτό έχει ως αποτέλεσμα:

- Εφαρμογές για τις οποίες έχει γίνει δέσμευση πόρων να έχουν τερματιστεί μέχρι την ώρα της μεταπομπής. Αυτό ισχύει ιδιαίτερα για τις εφαρμογές Http οι οποίες έχουν συνήθως πολύ μικρή διάρκεια.
- Εφαρμογές που ξεκίνησαν λίγο πριν τη μεταπομπή να μην είναι εξασφαλισμένο ότι θα μπορέσουν να βρουν τους αναγκαίους πόρους για να συνεχίσουν. Ειδικότερα οι εφαρμογές που χρειάζονται μεγαλύτερο εύρος ζώνης, όπως Video και VoIP, αντιμετωπίζουν μεγαλύτερα προβλήματα από μια τέτοια αντιμετώπιση.

Ωστόσο θα πρέπει να τονιστεί ότι οι λιγότερες δεσμεύσεις πόρων στο σενάριο 2 οφείλονται και στο γεγονός ότι σε ορισμένες περιπτώσεις ο αλγόριθμος πρόβλεψης κίνησης δεν προλαβαίνει να εκτελεστεί. Όσο μεγαλύτερη είναι η τιμή του  $b$ , τόσο μεγαλύτερη είναι και η πιθανότητα το κινητό τερματικό να βρεθεί σε μια άλλη κυψέλη χωρίς να έχει προλάβει να προβεί στην εκεί δέσμευση πόρων. Εξάλλου αν η εκτιμώμενη τιμή του χρόνου παραμονής σε μία κυψέλη είναι μεγαλύτερη από τον χρόνο πραγματικής παραμονής τότε δίνοντας στο  $b$  τιμές υψηλές (που πλησιάζουν στη μονάδα) είναι ακόμη περισσότερο πιθανό ο αλγόριθμος να μην εκτελεστεί.

### **Σενάριο 3**

**Αφήνουμε όλες τις υπόλοιπες παραμέτρους αμετάβλητες και εκτελούμε την προσομοίωση αυξάνοντας την τιμή του  $b$  και θέτοντάς την ίση με 0,9**

Έπειτα από 10 εκτελέσεις του προγράμματος για την αρχιτεκτονική I λάβαμε τα εξής αποτελέσματα:

Ποσοστό νέων εφαρμογών που απορρίφθηκαν (%)	<b>1,03</b>
Ποσοστό μεταπεμπόμενων εφαρμογών που απορρίφθηκαν (%)	<b>2,56</b>
Ποσοστό νέων κλήσεων που απορρίφθηκαν ανά χρήστη (%)	<b>1,03</b>
Ποσοστό μεταπεμπόμενων κλήσεων που απορρίφθηκαν ανά χρήστη (%)	<b>3,44</b>
Μέσο εύρος ζώνης για εφαρμογές Video (kbps)	<b>437,28</b>
Μέσο εύρος ζώνης για εφαρμογές Voip (kbps)	<b>62,63</b>
Μέσο εύρος ζώνης για εφαρμογές Ftp (kbps)	<b>286,15</b>
Μέσο εύρος ζώνης για εφαρμογές Http (kbps)	<b>49,79</b>

Πίνακας 4.13: Αποτελέσματα προσομοίωσης της αρχιτεκτονικής I για το σενάριο 3

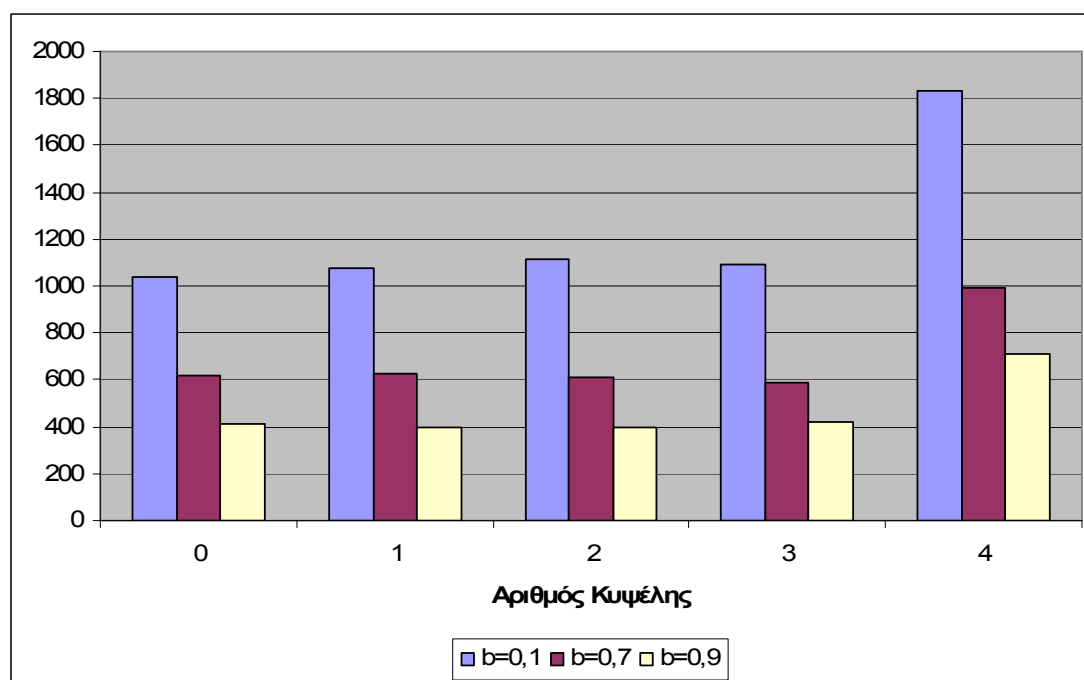
### Μέσο εύρος ζώνης ανά σταθμό βάσης

Αριθμός Κυψέλης	Μέσο εύρος ζώνης (kbps)	Μέσοι δεσμευμένοι πόροι
0	3825,69	411,03
1	3861,27	400,01
2	3923,92	394,31
3	3916,45	417,95
4	4652,42	706,47

Πίνακας 4.14: Μέσο εύρος ζώνης και μέσοι δεσμευμένοι πόροι ανά σταθμό βάσης για την αρχιτεκτονική I και για το σενάριο 3



Παρατηρούμε ότι αυξάνοντας το  $b$  ακόμη περισσότερο οι επιδόσεις του συστήματός μας γίνονται ακόμη καλύτερες, έστω και οριακά. Το ποσοστό των μεταπεμπόμενων εφαρμογών που απορρίπτονται είναι χαμηλότερο σε σχέση με το σενάριο 2, ενώ ταυτόχρονα το ίδιο συμβαίνει και με το ποσοστό των νέων εφαρμογών. Αυτό άλλωστε το περιμέναμε, εφόσον η δέσμευση πόρων τείνει να γίνεται πιο κοντά στη χρονική στιγμή της μεταπομπής. Αυτό όμως, όπως αναφέραμε και στο σενάριο 2, ενέχει και τον κίνδυνο η δέσμευση πόρων να μη γίνει ποτέ. Πράγματι τα αποτελέσματα της προσομοίωσης δικαιώνουν αυτή την υποψία, καθότι οι τιμές για τους μέσους δεσμευμένους πόρους ανά σταθμό βάσης είναι ακόμη μικρότερες από τις αντίστοιχες του σεναρίου 2. Στο γράφημα 4.2 γίνεται η σύγκριση των μέσων δεσμευμένων πόρων ανά σταθμό βάσης για την αρχιτεκτονική I σε συνάρτηση με την τιμή της μεταβλητής  $b$ .



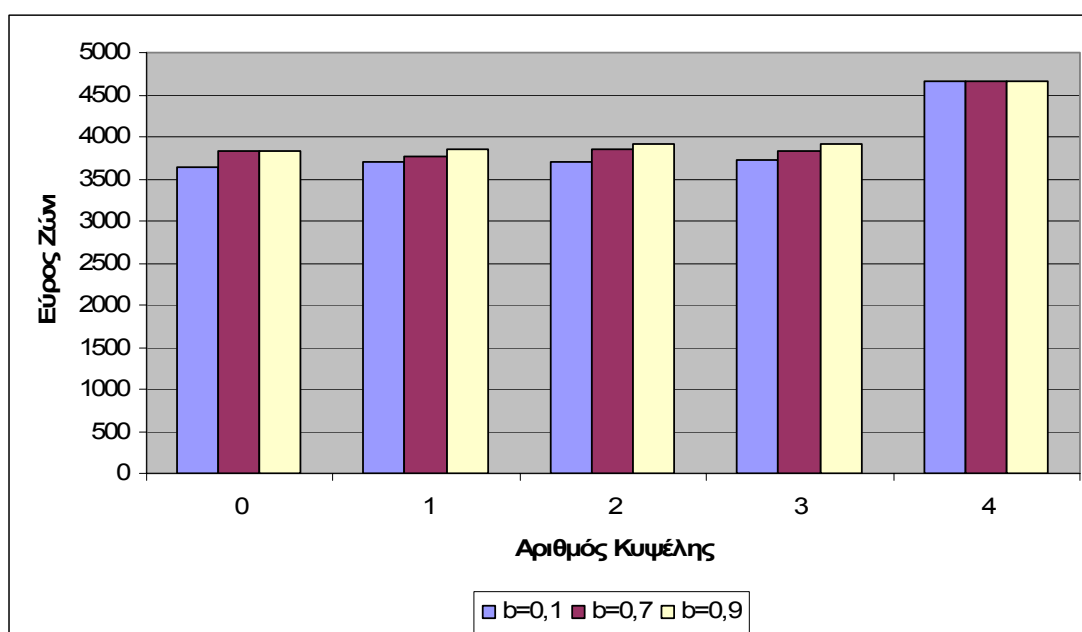
Γράφημα 4.2: Ραβδοδιάγραμμα των μέσων δεσμευμένων πόρων ανά σταθμό βάσης συναρτήσει του  $b$  για την αρχιτεκτονική I

Όσον αφορά το συνολικό εύρος ζώνης που χρησιμοποιήθηκε σε κάθε κυψέλη παρατηρούμε από τη σύγκριση των πινάκων 4.3, 4.9 και 4.11 ότι καλύτερους ρυθμούς επιτυγχάνει το σύστημα όπου  $b=0,9$ . Σε όλες τις κυψέλες παρουσιάζει μεγαλύτερους μέσους ρυθμούς εκτός από την κυψέλη 4, όπου δημιουργούμε τη μεγαλύτερη συμφόρηση. Εκεί η πορεία του μέσου ρυθμού

είναι πτωτική σε συνάρτηση με την αύξηση του  $b$ , αλλά οι διαφορές είναι πολύ μικρές. Αυτό έχει ως αποτέλεσμα ο συνολικός ρυθμός μετάδοσης, αν λάβουμε όλες τις κυψέλες υπόψη, να αυξάνεται. Έτσι για την περίπτωση όπου  $b=0,9$  το συνολικά χρησιμοποιούμενο εύρος ζώνης είναι:

$$throughput_3 = \sum_{i=1}^5 BW_i = 20180 \text{ kbps}$$

Έχουμε λοιπόν  $throughput_3 > throughput_2 > throughput_1$ , γεγονός που φανερώνει ότι με την αύξηση του  $b$  μπορούμε να επιτύχουμε καλύτερη αξιοποίηση των πόρων που έχουμε στη διάθεσή μας. Οι διαφορές ανά σταθμό βάσης φαίνονται στο γράφημα 4.3.



Γράφημα 4.3: Ραβδοδιάγραμμα του μέσου εύρους ζώνης ανά σταθμό βάσης συναρτήσει του  $b$  για την αρχιτεκτονική I

Παράλληλα, διαπιστώνουμε βελτίωση και στις τιμές των μετρικών που χαρακτηρίζουν την παρεχόμενη υπηρεσία στον χρήστη. Τόσο το ποσοστό των νέων όσο και των μεταπεμπόμενων κλήσεων που απορρίπτονται ανά χρήστη μειώνεται αυξάνοντας την τιμή του  $b$ .

## 5. Ανακεφαλαίωση – Συμπεράσματα

Σε αυτή την εργασία έγινε η παρουσίαση ενός πλαισίου λειτουργίας για ασύρματα δικτυακά περιβάλλοντα βασιζόμενο σε παιγνιοθεωρητικές μεθόδους. Αρχικά παρουσιάστηκαν οι βασικές αρχές λειτουργίας ενός ασύρματου δικτύου και έγινε αναφορά στα βασικότερα στοιχεία του, τα οποία και μας απασχόλησαν σε αυτή την εργασία. Πιο συγκεκριμένα, αναπτύχθηκαν ο έλεγχος αποδοχής κλήσης (CAC), οι αλγόριθμοι πρόβλεψης κίνησης (PPA) και η δυναμική δέσμευση πόρων από τις εφαρμογές, καθώς επίσης και η έννοια του συνεργατικού παιγνίου του Nash. Στα πλαίσια αυτής της μελέτης έγινε αναφορά και σε λύσεις που έχουν προταθεί στη βιβλιογραφία όσον αφορά τις παραπάνω λειτουργίες ενός ασύρματου δικτύου.

Ακολούθως, παρουσιάστηκε η προτεινόμενη αρχιτεκτονική και λειτουργία ενός ασύρματου δικτύου, στο οποίο οι πόροι εκχωρούνται από μία κεντρική οντότητα, τον εκάστοτε σταθμό βάσης, με βάση τη λύση του συνεργατικού παιγνίου του Nash.

Στη συνέχεια, με τη βοήθεια ενός προγράμματος προσομοίωσης έγινε έλεγχος λειτουργίας της αρχιτεκτονικής αυτής και υπολογισμός παραμέτρων του συστήματος που αφορούν τόσο τον διαχειριστή του δικτύου όσο και τους χρήστες. Παράλληλα έγινε και σύγκριση του δυναμικού αυτού πλαισίου με δύο άλλες αρχιτεκτονικές, οι οποίες δεν παρέχουν δυνατότητα συνεργατικής

λύσης όσον αφορά την εκχώρηση πόρων στις εφαρμογές. Μία στην οποία οι εφαρμογές δεν είναι ελαστικές και κατά συνέπεια δεν μπορεί να εφαρμοστεί η λύση του Nash αλλά υπάρχει η υποστήριξη αλγορίθμου πρόβλεψης κίνησης και κατά συνέπεια μπορεί να γίνει δυναμική δέσμευση πόρων σε μία κυψέλη. Στην άλλη οι εφαρμογές έχουν σταθερό εύρος ζώνης, αλλά δεν υπάρχει αλγόριθμος πρόβλεψης κίνησης και τα κινητά τερματικά δεν μπορούν να προβούν σε εκ των προτέρων δέσμευση πόρων σε κάποιο σταθμό βάσης.

Τα αποτελέσματα της προσομοίωσης καταδεικνύουν τις υψηλές επιδόσεις που μπορούν να επιτευχθούν με την προτεινόμενη αρχιτεκτονική. Το πιο σημαντικό στοιχείο είναι η πολύ αποτελεσματική χρησιμοποίηση των πόρων, χάρη στην εφαρμογή της λύσης του συνεργατικού παιγνίου του Nash. Παρατηρούμε ότι σε συνθήκες φόρτου του δικτύου επιτυγχάνεται χρησιμοποίηση πόρων σε ποσοστό άνω του 90%, ενώ το αντίστοιχο ποσοστό χωρίς την ύπαρξη του συνεργατικού παιγνίου βρίσκεται κάτω από το 80%. Το αποτέλεσμα αυτό είναι πολύ σημαντικό ιδιαίτερα για τον πάροχο-διαχειριστή του δικτύου, ο οποίος μπορεί να προβεί σε μια πιο αποτελεσματική διαχείριση των πόρων του.

Εξάλλου η εκ των προτέρων δέσμευση πόρων με τη βοήθεια του αλγορίθμου πρόβλεψης κίνησης, σε συνδυασμό με την ελαστική φύση των εφαρμογών και το παίγνιο του Nash οδηγεί και σε εξαιρετικά χαμηλά ποσοστά απόρριψης μεταπεμπόμενων κλήσεων. Χαρακτηριστικά αναφέρεται ότι τα ποσοστά απόρριψης μεταπεμπόμενων κλήσεων είναι υποτριπλάσια σε σχέση με τα αντίστοιχα ποσοστά χωρίς την ύπαρξη του συνεργατικού παιγνίου. Το αντίτιμο για αυτό είναι η αύξηση του ποσοστού απόρριψης νέων κλήσεων, το οποίο όμως έχει λιγότερη βαρύτητα όσον αφορά την αντιλαμβανόμενη από το χρήστη ποιότητα προσφερόμενης από το δίκτυο υπηρεσίας.

## Βιβλιογραφία

1. Moshe Sidi, D.S., *New Call Blocking versus Handoff Blocking in Cellular Networks*. *Wireless Networks*, 1997. **3**: p. 15-27.
2. Haikel Yaiche, R.R.M., Catherine Rosenberg, *A Game Theoretic Framework for Bandwidth Allocation and Pricing in Broadband Networks*. *IEEE/ACM Transactions on Networking*. **vol. 8**(no.5): p. 667-679.
3. Srinivasan Seshan, H.B., Randy H. Katz, *Handoffs in Cellular Wireless Networks: The Daedalus Implementation and Experience*. *Wireless Personal Communications*, 1997(4): p. 141-162.
4. Stathes Hadjiefthymiades, S.P., Lazaros Merakos, *Using Path Prediction to Improve TCP Performance in Wireless/Mobile Communications*. *IEEE Communications Magazine*, 2002: p. 54-61.
5. Yi Zhang, D.L., *An Adaptive Algorithm for Call Admission Control in Wireless Networks*. *IEEE*, 2001.
6. G.Y. Liu, G.Q.M.J. *A predictive mobility management algorithm for wireless mobile computing and communications*. in *ICUPC*. 1995. Tokyo, Japan.
7. S. Hadjiefthymiades, L.M., *Proxies and Path Prediction: Improving Web Service Provision in wireless-Mobile Communications*. *MONET*, 2003: p. 389-399.
8. John F. Nash, J., *The Bargaining Problem*. 1950.
9. Shaun P. Hargreaves Heap, Y.V., *Game Theory: A Critical Introduction*. 1995, London and New York: Routledge.
10. A. Stefanescu, M.W.S., *The Arbitrative Solution for Multiobjective Convex Programming*. *Rev. Roum. Math. Pure Appl.*, 1984. **vol. 29**: p. 593-598.
11. Bertsekas, D.P., *Nonlinear Programming*. 1995, Belmont, MA: Athena Scientific.
12. Marlow, W.H., *Mathematics for Operations Research*. 1978: John Wiley & Sons.
13. D. P. Bertsekas, J.N.T., *Parallel and Distributed Computation: Numerical Methods*. 1997, Belmont, MA: Athena Scientific.
14. M.Zonoozi, P.D., *User Mobility Modeling and Characterization of Mobility Patterns*. *IEEE JSAC*, 1997. **vol.15**(no.7).