



ΕΘΝΙΚΟ ΜΕΤΣΟΒΙΟ ΠΟΛΥΤΕΧΝΕΙΟ

ΣΧΟΛΗ ΗΛΕΚΤΡΟΛΟΓΩΝ ΜΗΧΑΝΙΚΩΝ

ΚΑΙ ΜΗΧΑΝΙΚΩΝ ΥΠΟΛΟΓΙΣΤΩΝ

ΤΟΜΕΑΣ ΕΠΙΚΟΙΝΩΝΙΩΝ ΗΛΕΚΤΡΟΝΙΚΗΣ ΚΑΙ ΣΥΣΤΗΜΑΤΩΝ

ΠΛΗΡΟΦΟΡΙΚΗΣ

**Διαχείριση ασύρματων πόρων για παροχή ποιότητας  
υπηρεσίας σε κυψελωτά ευρυζωνικά δίκτυα CDMA 4<sup>ης</sup>  
γενιάς**

**ΔΙΔΑΚΤΟΡΙΚΗ ΔΙΑΤΡΙΒΗ**

Παναγιώτης Τηλεμάχου Βλαχέας

Αθήνα, Νοέμβριος 2010





ΕΘΝΙΚΟ ΜΕΤΣΟΒΙΟ ΠΟΛΥΤΕΧΝΕΙΟ

ΣΧΟΛΗ ΗΛΕΚΤΡΟΛΟΓΩΝ ΜΗΧΑΝΙΚΩΝ  
ΚΑΙ ΜΗΧΑΝΙΚΩΝ ΥΠΟΛΟΓΙΣΤΩΝ

ΤΟΜΕΑΣ ΕΠΙΚΟΙΝΩΝΙΩΝ ΗΛΕΚΤΡΟΝΙΚΗΣ ΚΑΙ  
ΣΥΣΤΗΜΑΤΩΝ ΠΛΗΡΟΦΟΡΙΚΗΣ

**Διαχείριση ασύρματων πόρων για παροχή ποιότητας  
υπηρεσίας σε κυψελωτά ευρυζωνικά δίκτυα CDMA 4<sup>ης</sup>  
γενιάς**

**ΔΙΔΑΚΤΟΡΙΚΗ ΔΙΑΤΡΙΒΗ**

Παναγιώτης Τηλεμάχου Βλαχέας

**Συμβουλευτική Επιτροπή : Μιχαήλ Θεολόγου**

Ελευθέριος Καγιάφας

Βασίλειος Λούμος

Εγκρίθηκε από την επταμελή εξεταστική επιτροπή την 30<sup>η</sup> Νοεμβρίου 2010.

.....  
Μιχαήλ Θεολόγου  
Καθηγητής Ε.Μ.Π

.....  
Ελευθέριος Καγιάφας  
Καθηγητής Ε.Μ.Π

.....  
Βασίλειος Λούμος  
Καθηγητής Ε.Μ.Π

.....  
Ευστάθιος Συκάς  
Καθηγητής Ε.Μ.Π

.....  
Φίλιππος Κωνσταντίνου  
Καθηγητής Ε.Μ.Π

.....  
Γεώργιος Στασινόπουλος  
Καθηγητής Ε.Μ.Π

.....  
Παναγιώτης Δεμέστιχας  
Αναπ. Καθηγητής  
Πανεπιστημίου Πειραιώς

Αθήνα, Νοέμβριος 2010

.....  
Παναγιώτης Τηλεμάχου Βλαχέας

Διδάκτωρ Ηλεκτρολόγος Μηχανικός και Μηχανικός Υπολογιστών Ε.Μ.Π.

Copyright © Παναγιώτης Τηλεμάχου Βλαχέας  
Με επιφύλαξη παντός δικαιώματος. All rights reserved.

Απαγορεύεται η αντιγραφή, αποθήκευση και διανομή της παρούσας εργασίας, εξ ολοκλήρου ή τμήματος αυτής, για εμπορικό σκοπό. Επιτρέπεται η ανατύπωση, αποθήκευση και διανομή για σκοπό μη κερδοσκοπικό, εκπαιδευτικής ή ερευνητικής φύσης, υπό την προϋπόθεση να αναφέρεται η πηγή προέλευσης και να διατηρείται το παρόν μήνυμα. Ερωτήματα που αφορούν τη χρήση της εργασίας για κερδοσκοπικό σκοπό πρέπει να απευθύνονται προς τον συγγραφέα.

Οι απόψεις και τα συμπεράσματα που περιέχονται σε αυτό το έγγραφο εκφράζουν τον συγγραφέα και δεν πρέπει να ερμηνευθεί ότι αντιπροσωπεύουν τις επίσημες θέσεις του Εθνικού Μετσόβιου Πολυτεχνείου.

# Συντομογραφίες

ABR	Available Bit Rate
ACK	Acknowledgement
AMR	Adaptive Multi-Rate
ARAR	Available Resource Allocation Request
ARQ	Automatic Repeat-reQuest
BER	Bit Error Rate
BS	Base Station
CAC	Call Admission Control
CBR	Constant Bit Rate
CDMA	Code Division Multiple Access
CM	Connection Management
DB	DataBase
DCA	Dynamic Channel Allocation/Dynamic Code Assignment
DCT	Discrete Cosine Transform
DRAR	Demanding Resource Allocation Request
FCFS	First Come First Served
FDD	Frequency Division Duplexing
FEC	Forward Error Correction
FER	Frame Error Rate
FIFO	First In First Out
FM	Frequency Modulation
2G	Second Generation
3G	Third Generation
4G	Fourth Generation
GPRS	General Packet Radio Service
GPS	Generalized Processor Sharing
GSM	Global System for Mobile Communications/Groupe Spécial Mobile
GOP	Group Of Picture
IMT-2000	International Mobile Telecommunications-2000
IP	Internet Protocol
IS-95	Interim Standard 95
ISI	InterSymbol Interference
ITU	International Telecommunication Union
LAC	Link Access Control
LP	Linear Programming
MAC	Media Access Control
MC	MultiCode
MC-CDMA	MultiCode Code Division Multiple Access
MM	Mobility Management
MPEG	Moving Picture Experts Group
MT	Mobile Terminal
NP	Nonlinear Programming
NRT	Non RealTime
OVSF	Orthogonal Variable Spreading Factor
OVSG	Orthogonal Variable Spreading Gain
PCM	Pulse-Code Modulation
PDU	Protocol Data Unit

PF	Proportional Fair
PLC	Packet Loss Concealment
QoS	Quality of Service
QP	Quadratic Programming
RACH	Random Access CHannel
RLC	Radio Link Control
ROHC	RObust Header Compression
RR	Round Robin
RRC	Radio Resource Control
RT	RealTime
RTP	Real-time Transport Protocol
SINR	Signal to Interference-plus-Noise Ratio
SFO	Smallest First Out
SMS	Short Message Service
TCP	Transmission Control Protocol
TD-CDMA	Time Division-Code Division Multiple Access
TDD	Time-Division Duplex
TF	Transport Frame
TW	Transmission Window
UDP	User Datagram Protocol
UMTS	Universal Mobile Telecommunications System
VAD	Voice Activity Detection
VBR	Variable Bit Rate
VO	Video Object
VoIP	Voice over IP
VOL	Video Object Level
VOP	Video Object Plane
VSF	Variable Spreading Factor
VSG-CDMA	Variable Spreading Gain-Code Division Multiple Access
WCDMA	Wideband Code Division Multiple Access
WLAN	Wireless Local Area Network

## Περίληψη

Η παρούσα διδακτορική διατριβή στοχεύει στην ανάπτυξη ενός πρωτοκόλλου MAC μεταγωγής πακέτου, προσαρμοσμένου στις σύγχρονες ανάγκες ενός WCDMA 4G IP δικτύου. Σε πρώτη φάση, η διατριβή εστιάζει στην αποδοτική χρήση του εύρους ζώνης. Για τον σκοπό αυτό, το προτεινόμενο πρωτόκολλο MAC συνδυάζει MC-CDMA και VSG-CDMA. Ο υβριδικός αυτός τρόπος μετάδοσης παρέχει μεγαλύτερη ευελιξία, καθώς αυξάνει τον μέγιστο ρυθμό και γενικά διευρύνει το σύνολο των διαθέσιμων ρυθμών μετάδοσης του τερματικού. Σε ένα υβριδικό μοντέλο, οι ρυθμοί μετάδοσης ανήκουν σε ένα διακριτό σύνολο (κβαντικοποίηση). Το προτεινόμενο πρωτόκολλο χρησιμοποιεί, για πρώτη φορά στην βιβλιογραφία, μια αναλυτική σχέση για τον προσδιορισμό του συνόλου αυτού, εξαλείφοντας την ανάγκη αποθήκευσης και διαδοχικών ελέγχων όλων των πιθανών διανυσμάτων των διαθέσιμων ρυθμών.

Σε δεύτερη φάση, η διατριβή εστιάζει στην βέλτιστη χρήση του εύρους ζώνης μέσω μιας βέλτιστης κατανομής των πόρων. Μελετώνται τρία κριτήρια βελτιστοποίησης στα πλαίσια του υβριδικού μοντέλου. Το πρώτο κριτήριο της ελαχιστοποίησης της συνολικά λαμβανόμενης ισχύος οδηγεί στην αναγκαία και ικανή συνθήκη για την εφικτότητα της κατανομής, δεδομένων των περιορισμών σε ποιότητα υπηρεσίας και σε ισχύ. Το δεύτερο κριτήριο είναι η μεγιστοποίηση της διέλευσης, προσαρμοσμένη σε υπηρεσίες πολυμέσων και στην κβαντικοποίηση του ρυθμού μετάδοσης. Το τρίτο κριτήριο προτείνεται για πρώτη φορά και μεγιστοποιεί μια νέα αντικειμενική συνάρτηση, την *κανονικοποιημένη διέλευση*. Το νέο κριτήριο προτείνεται ως ένας νέος εναλλακτικός αλγόριθμος ανάθεσης πόρων, ο οποίος δίνει δίκαιες κατανομές με υψηλή διέλευση.

Το πρώτο κριτήριο επιλύεται μέσω αναλυτικών σχέσεων, που προκύπτουν από την επίλυση ενός συστήματος γραμμικών εξισώσεων. Τα επόμενα δύο κριτήρια οδηγούν σε προβλήματα βελτιστοποίησης μη γραμμικών αντικειμενικών συναρτήσεων με περιορισμούς και επιλύονται μέσω αντίστοιχων αλγορίθμων. Εναλλακτικά, σχεδιάστηκαν και υλοποιήθηκαν δύο ευρετικοί αλγόριθμοι, που δίνουν γρήγορα και απλά τις ίδιες λύσεις με τα προβλήματα βελτιστοποίησης.

Το νέο πρωτόκολλο MAC πλαισιώνεται από έναν καινοτόμο χρονοπρογραμματισμό πακέτων και μια σειρά αλγορίθμων που αυτός προτείνει, δηλαδή το σχήμα προτεραιοτήτων, που αντικαθιστά και τον έλεγχο αποδοχής σύνδεσης, τον ελεγκτή πόρων και τον αλγόριθμο του παραθύρου μετάδοσης. Το προτεινόμενο πρωτόκολλο MAC θα μελετηθεί διεξοδικά και θα προσομοιωθεί για την εξαγωγή χρήσιμων συμπερασμάτων και αποτελεσμάτων, με μεγάλη έμφαση στην σύγκριση των κριτηρίων βελτιστοποίησης.

**Λέξεις Κλειδιά:** MAC πρωτόκολλο, υβριδικός, πολυρρυθμικός, κατανομή πόρων, κριτήρια βελτιστοποίησης, μεγιστοποίηση διέλευσης, δικαιοσύνη, θεωρία βελτιστοποίησης, ευρετικοί αλγόριθμοι.



# Abstract

This PhD thesis aims at developing a novel, packet switching MAC protocol, adapted to the current needs of a WCDMA 4G IP network. The first part of the thesis focuses on the efficient use of bandwidth. In order to do this, the proposed MAC protocol uses together MC-CDMA and VSG-CDMA. This hybrid transmission mode provides more flexibility, since it increases the maximum rate and enlarges generally the set of the available transmission rates of the terminal. In such a hybrid model, the transmission rates belong to a discrete set (quantization). The proposed protocol uses a novel analytical equation, in order to determine this set and to avoid storing and subsequently checking all the possible vectors of the available rates.

The second part of the thesis focuses on the optimum use of bandwidth through an optimum resource allocation. Three optimization criteria are investigated in our hybrid model. The first criterion of minimizing the total received power results in the sufficient and necessary condition for a feasible allocation, subject to the QoS and power constraints. The second criterion is the throughput maximization, adapted to multimedia services and the rate quantization. The third criterion is a novelty and it tries to maximize a new objective function, the *normalized throughput*. The new criterion is proposed as an alternative resource allocation algorithm, which provides fairness along with high throughput.

The first criterion is solved through analytical equations, which result from the solution of a set of linear equations. The next two criteria lead to optimization problems with non-linear objective functions and constraints and they are solved through optimization algorithms. Otherwise, two heuristic algorithms were developed, which give equal solutions to the optimization problems in a short and simple way.

The new MAC protocol cooperates with a novel packet and flow scheduler and its proposed algorithms, namely the priority scheme, which substitutes also for admission control, the resource controller and the transmission window algorithm. The proposed MAC protocol is investigated in detail and it is simulated, in order to extract useful conclusions and results, with emphasis in the comparison among the optimization criteria.

**Keywords:** MAC protocol, hybrid, multirate, resource allocation, optimization criteria, throughput maximization, fairness, optimization theory, heuristic algorithms.



**Αφιερώνεται στον πατέρα μου Τηλέμαχο  
στην μητέρα μου Φωτεινή  
στην αδερφή μου Κυριακή  
και στην Ελένη**



# Ευχαριστίες

Αισθάνομαι πανευτυχής που, μετά από μια όμορφη προσπάθεια, ολοκλήρωσα την συγγραφή της διδακτορικής μου διατριβής. Το περιεχόμενο των σελίδων αυτών είναι προϊόν πολλών κόπων, πολλής δουλειάς και πολλών θυσιών όλα αυτά τα χρόνια. Αλλά, επίσης, είναι και φορέας χαράς και ικανοποίησης, όταν θυμάμαι τα προβλήματα που κλήθηκα να αντιμετωπίσω κατά την διάρκεια της διατριβής και τις στιγμές έμπνευσης που οδήγησαν στην επίλυσή τους. Θέλω να πιστεύω ότι το αποτέλεσμα με δικαίωσε.

Αρωγός μου στην δύσκολη αυτή προσπάθεια ήταν ο δάσκαλός μου, καθηγητής Ε.Μ.Π, κ. Μιχαήλ Θεολόγου. Η συνεργασία μας άρχισε πριν πολλά χρόνια στα πλαίσια της διπλωματικής μου εργασίας. Αισθάνομαι, αρχικά, την ανάγκη να τον ευχαριστήσω για την ευκαιρία που μου έδωσε να εκπονήσω την διδακτορική μου διατριβή σε έναν τόσο ενδιαφέροντα επιστημονικό τομέα και την εμπιστοσύνη που μου έδειξε όλα αυτά τα χρόνια. Η πόρτα του γραφείου του ήταν πάντα ανοικτή και ο ίδιος πάντα πρόθυμος να με συμβουλέψει με την πείρα του και τις γνώσεις του. Δε θα ξεχάσω ποτέ τα πρωινά που πέραναγε από το εργαστήριο για μια πρώτη καλημέρα και μια σύντομη συζήτηση. Τον ευχαριστώ θερμά που με στήριξε καθ' όλη τη διάρκεια της ερευνητικής μου προσπάθειας και για τη συνεργασία που είχαμε τόσο σε επιστημονικό επίπεδο όσο και σε επίπεδο ανθρώπινων σχέσεων.

Ένα πολύ, πολύ μεγάλο ευχαριστώ οφείλω και στα υπόλοιπα μέλη της συμβουλευτικής τριμελούς επιτροπής, καθηγητές Ε.Μ.Π, κ. Καγιάφα και κ. Λούμο, για τη βοήθεια που μου έδωσαν όποτε τους το ζήτησα. Ιδιαίτερα, ο κ. Καγιάφας με βοήθησε σημαντικά στην αρχή της προσπάθειάς μου και δε θα ξεχάσω ποτέ την πολύτιμη συνεισφορά του. Εκτός των παραπάνω καθηγητών, θα ήθελα να ευχαριστήσω τον καθηγητή Ε.Μ.Π, κ. Συκά για τη συνεργασία μας όλα αυτά τα χρόνια, ο οποίος πίστεψε στις δυνατότητές μου και μου έδωσε την ευκαιρία να ενταχθώ στην ερευνητική ομάδα του Εργαστηρίου Δικτύων Υπολογιστών του Ε.Μ.Π. Υπό την επίβλεψη του κ. Συκά, εργάστηκα σε πολλά ενδιαφέροντα ερευνητικά έργα και του οφείλω πολλά τόσο για την επιστημονική μου κατάρτιση και την προϋπηρεσία που απέκτησα, όσο και την οικονομική στήριξη που μου παρείχε.

Κατά την διάρκεια της εκπόνησης της διδακτορικής μου διατριβής, γνώρισα και συνεργάστηκα με πολλούς εξαιρετους ανθρώπους. Ειδική μνεία πρέπει να κάνω στον αδερφικό μου φίλο, διδάκτορα μηχανικό, Ηλία Τράγο, ο οποίος ήταν ο καλύτερος

συνεργάτης μου όλα αυτά τα χρόνια, που χωρίς την βοήθειά του, την πολύωρη ανταλλαγή απόψεων και την συμπαράστασή του, η συγκεκριμένη διατριβή δε θα είχε ποτέ το όμορφο αυτό αποτέλεσμα. Εύχομαι, Ηλία, οι δρόμοι μας να διασταυρωθούν ξανά σύντομα. Επίσης, ιδιαίτερη αναφορά πρέπει να κάνω στους έτερους δύο αδερφικούς μου φίλους και συνεργάτες, Γεώργιο Κουκουβάκη και τον διδάκτορα μηχανικό, Παντελή Καραμολέγκο, και τους πολύ καλούς φίλους, ερευνητές και συνεργάτες σε δημοσιεύσεις, Δημήτρη Χαρίλα και Ουρανία Μαρκάκη. Θα ήθελα να ευχαριστήσω θερμά την «πρώτη γενιά», που γνώρισα στο εργαστήριο, οι οποίοι αποδείχθηκαν για εμένα πολύτιμοι συνεργάτες και φίλοι. Μαζί τους έζησα ξεχωριστές στιγμές και οφείλω να ομολογήσω ότι με βοήθησαν σε μεγάλο βαθμό να αντεπεξέλθω στις απαιτήσεις αυτής της δοκιμασίας. Συγκεκριμένα, θα ήθελα να ευχαριστήσω την κα Νέλλυ Λελίγκου, τον κ. Γιάννη Αγγελόπουλο, τον κ. Χαράλαμπο Πατρικάκη, τον Αντώνη Λαζανάκη, τον Σταύρο Βροντή. Θα ήταν παράλειψη να μην αναφερθώ και στην «νεότερη γενιά» του εργαστηρίου, δηλαδή τον Θάνο Βουλόδημο, την Νικολέτα Μαυρογιώργη, την Βασιλική Ανδρόνικου, τον Μιγάλη Μασίκο, τον Κώστα Δεμέστιχα, την Ευγενία Αδαμοπούλου και τον πολύ καλό φίλο Γιάννη Λουμιώτη, που μου πρόσφερε την φιλία και συμπαράστασή του στην τελική πορεία της διατριβής.

Αισθάνομαι την ανάγκη να ευχαριστήσω και όλους εκείνους, με τους οποίους συνεργάστηκα στα πλαίσια διαφόρων ερευνητικών προγραμμάτων. Θα ήθελα να ξεχωρίσω τον Νικόλαο Κουτσούρη και τον Γιάννη Κατσαρό, με τους οποίους είχα μια πολύ καλή συνεργασία στο πρόγραμμα DAIDALOS και αποτέλεσαν μια πολύ καλή παρέα στα πολλά ταξίδια που κάναμε. Επιπλέον, θα ήθελα να ευχαριστήσω την λέκτορα Ε.Μ.Π, κα Ιωάννα Ρουσσάκη και την ομάδα της, Γιάννη Παπαϊωάννου, Νίκο Λιαμπότη και Νίκο Καλατζή. Θέλω να πω, επίσης, ένα μεγάλο ευχαριστώ στον διευθυντή του Τμήματος Ασύρματης Πρόσβασης του ΟΤΕ, διδάκτορα, κ. Δημήτριο Ξενικό, ο οποίος με ενέπνευσε και με ώθησε σημαντικά με την επιστημονική του γνώση και τις συμβουλές του, όταν γνωριστήκαμε στα πλαίσια του έργου OTELINK, και στην λοιπή ομάδα στον ΟΤΕ, τον Πέτρο Βούδα, τον Νίκο Πετράκο και τον κ. Ηλία Γουρνά.

Ολοκληρώνοντας αυτές τις γραμμές, θα ήθελα να εκφράσω την απεριόριστη αγάπη και ευγνωμοσύνη μου στην οικογένειά μου, τον πατέρα μου Τηλέμαχο, την μητέρα μου Φωτεινή, την αδερφή μου Κυριακή και την σύντροφό μου Ελένη, οι οποίοι υπήρξαν συνοδοιπόροι της όλης μου προσπάθειας και μου προσέφεραν απλόχερα τα

απαραίτητα ψυχικά και συναισθηματικά εφόδια για να αντεπεξέλθω στις υποχρεώσεις μου. Αφιερώνοντάς τους την παρούσα διδακτορική διατριβή, θα ήθελα να τους ευχαριστήσω από βάθος καρδιάς για τη συμπαράστασή τους στον δύσκολο αγώνα μου.





## Πίνακας Περιεχομένων

Πίνακας Περιεχομένων.....	17
Πίνακας Εικόνων.....	21
Πίνακας Πινάκων.....	27
1 ΕΙΣΑΓΩΓΗ.....	29
1.1 Κίνητρα της διατριβής.....	29
1.2 Συμβολή της διατριβής.....	34
1.3 Διάρθρωση της διατριβής.....	38
2 ΒΙΒΛΙΟΓΡΑΦΙΚΗ ΕΡΕΥΝΑ ΚΑΙ ΑΝΑΖΗΤΗΣΗ.....	41
2.1 Γενικές αρχές αρχιτεκτονικής των πρωτοκόλλων MAC σε CDMA δίκτυα.....	41
2.2 Κατανομή πόρων και χρονοπρογραμματισμός.....	45
2.2.1 Πρωτόκολλα MAC πολυκωδικής μετάδοσης MC-CDMA.....	46
2.2.2 Πρωτόκολλα MAC μεταβλητού κέρδους εξάπλωσης VSG-CDMA.....	48
2.2.3 Πρωτόκολλα MAC μεγιστοποίησης της διέλευσης.....	49
2.2.4 Πρωτόκολλα MAC με έμφαση στην δικαιοσύνη.....	53
2.2.5 Πρωτόκολλα MAC υβριδικής μετάδοσης.....	54
2.3 Συγκριτική μελέτη πρωτοκόλλων MAC.....	56
3 ΠΡΟΤΕΙΝΟΜΕΝΟ ΠΡΩΤΟΚΟΛΛΟ MAC ΥΒΡΙΔΙΚΗΣ ΜΕΤΑΔΟΣΗΣ.....	61
3.1 Μοντέλο συστήματος και ανάλυση.....	61
3.2 Προβλήματα του προτεινόμενου σχήματος και επίλυσή τους.....	66
3.2.1 Ορθογωνιότητα των κωδικών.....	66
3.2.1.1 Περιορισμός σε ρυθμό μετάδοσης.....	68
3.2.1.2 Κβαντικοποίηση των ρυθμών μετάδοσης.....	69
3.2.1.3 Φραγή κωδικού.....	72
3.2.1.4 Ανακεφαλαίωση.....	73
3.2.2 Μετάδοση MAC πακέτου μεταβλητού μήκους.....	74
3.2.2.1 Αρχιτεκτονική πρωτοκόλλων και ο ρόλος του MAC στρώματος.....	74
3.2.2.2 Υλοποίηση μετάδοσης πλαισίου ζεύξης δεδομένων μεταβλητού μήκους.....	76
4 ΑΝΑΘΕΣΗ ΠΟΡΩΝ ΚΑΙ ΒΕΛΤΙΣΤΟΠΟΙΗΣΗ.....	79
4.1 Κριτήρια βελτιστοποίησης.....	80
4.2 Ελαχιστοποίηση της συνολικά λαμβανόμενης ισχύος.....	81
4.3 Μεγιστοποίηση της διέλευσης.....	88
4.3.1 Ανάλυση.....	88
4.3.2 Περιορισμός της κβαντικοποίησης των ρυθμών μετάδοσης.....	90
4.3.3 Σύνοψη.....	94
4.4 Μεγιστοποίηση της κανονικοποιημένης διέλευσης.....	95
4.5 Επίλυση προβλημάτων βελτιστοποίησης.....	98
4.5.1 Αλγόριθμος βελτιστοποίησης αναζήτησης μοτίβου patternsearch.....	99
4.5.2 Ευρετικοί αλγόριθμοι μεγίστου ρυθμού (ή μεγίστης ισχύος) και μεγίστης δικαιοσύνης.....	102
4.5.2.1 Ευρετικός αλγόριθμος μεγίστου ρυθμού (ή μεγίστης ισχύος) MaxRate.....	103
4.5.2.2 Ευρετικός αλγόριθμος μεγίστης δικαιοσύνης MaxFair.....	104
4.5.2.3 Μαθηματική τεκμηρίωση και ανάλυση ευρετικών αλγορίθμων MaxRate και MaxFair.....	106

4.5.2.4	Σύγκριση διέλευσης των ευρετικών αλγορίθμων MaxRate και MaxFair .....	112
5	ΧΡΟΝΟΠΡΟΓΡΑΜΜΑΤΙΣΜΟΣ ΡΟΩΝ .....	115
5.1	Αιτήσεις ανάθεσης πόρων DRAR και ARAR .....	117
5.2	Σχήμα προτεραιοτήτων .....	119
5.2.1	Ταξινόμηση εντός εγγυημένης ουράς .....	121
5.2.2	Ταξινόμηση εντός ουράς βέλτιστης προσπάθειας .....	124
5.3	Ελεγκτής πόρων και καθορισμός παραθύρου μετάδοσης για ροές μη πραγματικού χρόνου .....	127
5.4	Ανάθεση πόρων .....	130
5.5	Συνοπτικό διάγραμμα χρονοπρογραμματιστή ζεύξης ανόδου .....	132
6	ΑΠΟΤΙΜΗΣΗ ΠΡΟΤΕΙΝΟΜΕΝΟΥ ΠΡΩΤΟΚΟΛΛΟΥ MAC .....	133
6.1	Στιγμιότυπο προσομοίωσης - Βραχυπρόθεσμη αποτίμηση .....	134
6.2	Πλήρης προσομοίωση – Μακροπρόθεσμη αποτίμηση .....	143
6.2.1	Α΄ σενάριο προσομοίωσης – Μελέτη επίδρασης διακυψελικής παρεμβολής .....	145
6.2.2	Β΄ σενάριο προσομοίωσης – Μελέτη και σύγκριση ανά ροή/μήνυμα ....	153
6.2.3	Γ΄ σενάριο προσομοίωσης – Μελέτη επίδρασης μέγιστης ισχύς τερματικού .....	157
6.2.4	Δ΄ σενάριο προσομοίωσης – Μελέτη επίδρασης μεγίστου αριθμού κωδικών τερματικού .....	163
6.2.5	Ε΄ σενάριο προσομοίωσης – Μελέτη επίδρασης φορτίου .....	169
6.2.5.1	Μεταβολή αριθμού χρηστών δεδομένων .....	170
6.2.5.2	Μεταβολή μέσης τιμής μεγέθους μηνύματος .....	175
6.2.6	ΣΤ΄ σενάριο προσομοίωσης – Μελέτη επίδρασης παραθύρου μετάδοσης .....	180
6.2.7	Ζ΄ σενάριο προσομοίωσης – Μελέτη επίδρασης αλγορίθμου χρονοπρογραμματισμού πακέτων .....	186
6.2.8	Η΄ σενάριο προσομοίωσης – Μελέτη επίδρασης φορτίου πραγματικού χρόνου .....	188
7	ΣΥΜΠΕΡΑΣΜΑΤΑ .....	193
8	ΜΕΛΛΟΝΤΙΚΗ ΕΡΕΥΝΑ .....	199
Παράρτημα Α	ΒΕΛΤΙΣΤΟΠΟΙΗΣΗ .....	201
Α.1.	Θεωρία βελτιστοποίησης .....	201
Α.2.	Αλγόριθμος αναζήτησης μοτίβου .....	206
Α.3.	MATLAB Genetic Algorithm and Direct Search Toolbox – Αλγόριθμος αναζήτησης μοτίβου patternsearch .....	209
Παράρτημα Β	ΜΟΝΤΕΛΟΠΟΙΗΣΗ-ΧΑΡΑΚΤΗΡΙΣΤΙΚΑ ΤΗΣ ΚΙΝΗΣΗΣ .....	215
Β.1.	Κατηγοριοποίηση υπηρεσιών .....	216
Β.1.1	Υπηρεσίες ευαίσθητες ως προς την καθυστέρηση (πραγματικού χρόνου) .....	216
Β.1.2	Υπηρεσίες ανεκτές ως προς την καθυστέρηση (μη πραγματικού χρόνου) .....	220
Β.2.	Μοντέλα κίνησης πολυμέσων .....	222
Β.2.1	Μοντελοποίηση φωνής - VoIP .....	223
Β.2.2	Μοντελοποίηση CBR υπηρεσίας audio .....	224
Β.2.3	Μοντελοποίηση CBR υπηρεσίας video .....	224
Β.2.4	Μοντελοποίηση VBR υπηρεσίας video .....	224
Β.2.5	Μοντελοποίηση ABR δεδομένων υπολογιστή ή μηνυμάτων email .....	225

ΑΝΑΦΟΡΕΣ.....	227
ΔΗΜΟΣΙΕΥΣΕΙΣ.....	231



## Πίνακας Εικόνων

Εικόνα 1: Στοίβα πρωτοκόλλων σε 4G WCDMA κυψελωτά δίκτυα.....	42
Εικόνα 2: Αρχιτεκτονική πλαισίου χρόνου για FDD ζεύξη ανόδου και καθόδου .....	44
Εικόνα 3: Αρχιτεκτονική πλαισίου TDD TD-CDMA .....	45
Εικόνα 4: OVSF δέντρο κωδικών.....	67
Εικόνα 5: Σενάριο φραγής κωδικού.....	72
Εικόνα 6: Στοίβα των πρωτοκόλλων στα WCDMA συστήματα.....	75
Εικόνα 7: Τεμαχισμός και μετατροπή των μονάδων δεδομένων πρωτοκόλλου δικτύου .....	77
Εικόνα 8: Διάγραμμα ροής του αλγορίθμου μεγίστου ρυθμού (ή μεγίστης ισχύος) MaxRate.....	103
Εικόνα 9: Διάγραμμα ροής του αλγορίθμου μεγίστης δικαιοσύνης MaxFair.....	105
Εικόνα 10: Ο κεντριοποιημένος χρονοπρογραμματιστής για την μετάδοση της ζεύξης ανόδου .....	132
Εικόνα 11: Γραφική απεικόνιση της διέλευσης $t_r$ σε μονάδες $R_b$ ανά αυξανόμενη διακυψελική παρεμβολή $I_{inter}$ σε μονάδες W για τους αλγόριθμους MC, VSF, MaxRate ( $u = 2$ και 5) και MaxFair ( $u = 2$ και 5).....	138
Εικόνα 12: Γραφική απεικόνιση του δείκτη δικαιοσύνης $\delta_F$ ανά αυξανόμενη διακυψελική παρεμβολή $I_{inter}$ σε μονάδες W για τους αλγόριθμους MC, VSF, MaxRate ( $u = 2$ και 5) και MaxFair ( $u = 2$ και 5).....	138
Εικόνα 13: Γραφική απεικόνιση της διέλευσης $t_r$ σε μονάδες $R_b$ ανά αυξανόμενο παράθυρο μετάδοσης $TW$ ή αριθμό χρηστών δεδομένων για τους αλγόριθμους MaxRate, MaxFair με $u = 5$ και $(V, D) = (0, TW)$ όταν $I_{inter} = 0.5W$ .....	140
Εικόνα 14: Γραφική απεικόνιση του δείκτη δικαιοσύνης $\delta_F$ ανά αυξανόμενο παράθυρο μετάδοσης $TW$ ή αριθμό χρηστών δεδομένων για τους αλγόριθμους MaxRate, MaxFair με $u = 5$ και $(V, D) = (0, TW)$ όταν $I_{inter} = 0.5W$ .....	141
Εικόνα 15: Γραφική απεικόνιση της διέλευσης $t_r$ σε μονάδες $R_b$ ανά αυξανόμενο παράθυρο μετάδοσης $TW$ ή αριθμό χρηστών δεδομένων για τους αλγόριθμους MaxRate, MaxFair με $u = 5$ και $(V, D) = (0, TW)$ όταν $I_{inter} = 1.5W$ .....	141
Εικόνα 16: Γραφική απεικόνιση του δείκτη δικαιοσύνης $\delta_F$ ανά αυξανόμενο παράθυρο μετάδοσης $TW$ ή αριθμό χρηστών δεδομένων για τους αλγόριθμους MaxRate, MaxFair με $u = 5$ και $(V, D) = (0, TW)$ όταν $I_{inter} = 1.5W$ .....	142
Εικόνα 17: Γραφική απεικόνιση του κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate σε sec στην μέση καθυστέρηση μετάδοσης μηνύματος ανά αυξανόμενη διακυψελική παρεμβολή για τους αλγόριθμους χρονοπρογραμματισμού πακέτων round-robin (RR) και fifo (FIFO). .....	146
Εικόνα 18: Γραφική απεικόνιση του ποσοστού κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate στην μέση καθυστέρηση μετάδοσης μηνύματος ανά αυξανόμενη διακυψελική παρεμβολή για τους αλγόριθμους χρονοπρογραμματισμού πακέτων round-robin (RR) και fifo (FIFO). .....	147
Εικόνα 19: Γραφική απεικόνιση του κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate σε sec στην μέση καθυστέρηση πακέτου ανά αυξανόμενη διακυψελική παρεμβολή για τους αλγόριθμους χρονοπρογραμματισμού πακέτων round-robin (RR) και fifo (FIFO). .....	148
Εικόνα 20: Γραφική απεικόνιση του ποσοστού κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate στην μέση καθυστέρηση πακέτου ανά αυξανόμενη	

διακυβελική παρεμβολή για τους αλγόριθμους χρονοπρογραμματισμού πακέτων round-robin (RR) και fifo (FIFO). .....	148
Εικόνα 21: Γραφική απεικόνιση του κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate σε kbps στον μέσο ρυθμό μετάδοσης ανά αυξανόμενη διακυβελική παρεμβολή για τους αλγόριθμους χρονοπρογραμματισμού πακέτων round-robin (RR) και fifo (FIFO). .....	149
Εικόνα 22: Γραφική απεικόνιση του ποσοστού κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate στον μέσο ρυθμό μετάδοσης ανά αυξανόμενη διακυβελική παρεμβολή για τους αλγόριθμους χρονοπρογραμματισμού πακέτων round-robin (RR) και fifo (FIFO). .....	149
Εικόνα 23: Γραφική απεικόνιση του δείκτη δικαιοσύνης των αλγορίθμων MaxFair και MaxRate ανά αυξανόμενη διακυβελική παρεμβολή για τους αλγόριθμους χρονοπρογραμματισμού πακέτων round-robin (RR) και fifo (FIFO). .....	150
Εικόνα 24: Γραφική απεικόνιση της μέσης τιμής των μέσων ρυθμών μετάδοσης των ροών και της τυπικής απόκλισης των αλγορίθμων MaxFair και MaxRate ανά αυξανόμενη διακυβελική παρεμβολή για τον αλγόριθμο χρονοπρογραμματισμού round-robin (RR). .....	151
Εικόνα 25: Γραφική απεικόνιση της μέσης τιμής των μέσων ρυθμών μετάδοσης των ροών και της τυπικής απόκλισης των αλγορίθμων MaxFair και MaxRate ανά αυξανόμενη διακυβελική παρεμβολή για τον αλγόριθμο χρονοπρογραμματισμού fifo (FIFO). .....	152
Εικόνα 26: Γραφική απεικόνιση του αριθμού των ροών που ωφελήθηκαν, ζημιώθηκαν ή παρέμειναν αμετάβλητες με την χρήση του MaxFair αντί του MaxRate ανά αυξανόμενη διακυβελική παρεμβολή για τους αλγόριθμους χρονοπρογραμματισμού πακέτων round-robin (RR) και fifo (FIFO). .....	152
Εικόνα 27: Γραφική απεικόνιση του κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate σε sec στην μέση καθυστέρηση μετάδοσης μηνύματος ανά ροή/μήνυμα για $I_{inter} = 0.5W$ και $I_{inter} = 1.5W$ .....	154
Εικόνα 28: Γραφική απεικόνιση του ποσοστού κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate στην μέση καθυστέρηση μετάδοσης μηνύματος ανά ροή/μήνυμα για $I_{inter} = 0.5W$ και $I_{inter} = 1.5W$ .....	154
Εικόνα 29: Γραφική απεικόνιση του κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate σε sec στην μέση καθυστέρηση πακέτου ανά ροή/μήνυμα για $I_{inter} = 0.5W$ και $I_{inter} = 1.5W$ .....	155
Εικόνα 30: Γραφική απεικόνιση του ποσοστού κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate στην μέση καθυστέρηση πακέτου ανά ροή/μήνυμα για $I_{inter} = 0.5W$ και $I_{inter} = 1.5W$ .....	155
Εικόνα 31: Γραφική απεικόνιση του κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate σε kbps στον μέσο ρυθμό μετάδοσης ανά ροή/μήνυμα για $I_{inter} = 0.5W$ και $I_{inter} = 1.5W$ .....	156
Εικόνα 32: Γραφική απεικόνιση του ποσοστού κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate στον μέσο ρυθμό μετάδοσης ανά ροή/μήνυμα για $I_{inter} = 0.5W$ και $I_{inter} = 1.5W$ .....	157
Εικόνα 33: Γραφική απεικόνιση του κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate σε sec στην μέση καθυστέρηση μετάδοσης μηνύματος ανά αυξανόμενη διακυβελική παρεμβολή για $S_{max} = 0.2W$ , $S_{max} = 0.4W$ και $S_{max} = 0.6W$ .....	158
Εικόνα 34: Γραφική απεικόνιση του ποσοστού κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate στην μέση καθυστέρηση μετάδοσης μηνύματος ανά	

αυξανόμενη διακυψελική παρεμβολή για $S_{\max} = 0.2W$ , $S_{\max} = 0.4W$ και $S_{\max} = 0.6W$ .	159
Εικόνα 35: Γραφική απεικόνιση του κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate σε sec στην μέση καθυστέρηση πακέτου ανά αυξανόμενη διακυψελική παρεμβολή για $S_{\max} = 0.2W$ , $S_{\max} = 0.4W$ και $S_{\max} = 0.6W$ .	159
Εικόνα 36: Γραφική απεικόνιση του ποσοστού κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate στην μέση καθυστέρηση πακέτου ανά αυξανόμενη διακυψελική παρεμβολή για $S_{\max} = 0.2W$ , $S_{\max} = 0.4W$ και $S_{\max} = 0.6W$ .	160
Εικόνα 37: Γραφική απεικόνιση του κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate σε kbps στον μέσο ρυθμό μετάδοσης ανά αυξανόμενη διακυψελική παρεμβολή για $S_{\max} = 0.2W$ , $S_{\max} = 0.4W$ και $S_{\max} = 0.6W$ .	161
Εικόνα 38: Γραφική απεικόνιση του ποσοστού κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate στον μέσο ρυθμό μετάδοσης ανά αυξανόμενη διακυψελική παρεμβολή για $S_{\max} = 0.2W$ , $S_{\max} = 0.4W$ και $S_{\max} = 0.6W$ .	161
Εικόνα 39: Γραφική απεικόνιση του κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate στον δείκτη δικαιοσύνης ανά αυξανόμενη διακυψελική παρεμβολή για $S_{\max} = 0.2W$ , $S_{\max} = 0.4W$ και $S_{\max} = 0.6W$ .	162
Εικόνα 40: Γραφική απεικόνιση του κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate σε sec στην μέση καθυστέρηση μετάδοσης μηνύματος ανά αυξανόμενο μέγιστο αριθμό κωδικών τερματικού για $I_{inter} = 0.5W$ και $I_{inter} = 1.5W$ .	164
Εικόνα 41: Γραφική απεικόνιση του ποσοστού κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate στην μέση καθυστέρηση μετάδοσης μηνύματος ανά αυξανόμενο μέγιστο αριθμό κωδικών τερματικού για $I_{inter} = 0.5W$ και $I_{inter} = 1.5W$ .	165
Εικόνα 42: Γραφική απεικόνιση του κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate σε sec στην μέση καθυστέρηση πακέτου ανά αυξανόμενο μέγιστο αριθμό κωδικών τερματικού για $I_{inter} = 0.5W$ και $I_{inter} = 1.5W$ .	165
Εικόνα 43: Γραφική απεικόνιση του ποσοστού κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate στην μέση καθυστέρηση πακέτου ανά αυξανόμενο μέγιστο αριθμό κωδικών τερματικού για $I_{inter} = 0.5W$ και $I_{inter} = 1.5W$ .	166
Εικόνα 44: Γραφική απεικόνιση του κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate σε kbps στον μέσο ρυθμό μετάδοσης ανά αυξανόμενο μέγιστο αριθμό κωδικών τερματικού για $I_{inter} = 0.5W$ και $I_{inter} = 1.5W$ .	167
Εικόνα 45: Γραφική απεικόνιση του ποσοστού κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate στον μέσο ρυθμό μετάδοσης ανά αυξανόμενο μέγιστο αριθμό κωδικών τερματικού για $I_{inter} = 0.5W$ και $I_{inter} = 1.5W$ .	167
Εικόνα 46: Γραφική απεικόνιση του κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate στον δείκτη δικαιοσύνης ανά αυξανόμενο μέγιστο αριθμό κωδικών τερματικού για $I_{inter} = 0.5W$ και $I_{inter} = 1.5W$ .	168
Εικόνα 47: Γραφική απεικόνιση του αριθμού των ροών που ωφελήθηκαν, ζημιώθηκαν ή παρέμειναν αμετάβλητες με την χρήση του MaxFair αντί του MaxRate ανά αυξανόμενο μέγιστο αριθμό κωδικών τερματικού για $I_{inter} = 0.5W$ και $I_{inter} = 1.5W$ .	169
Εικόνα 48: Γραφική απεικόνιση του κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate σε sec στην μέση καθυστέρηση μετάδοσης μηνύματος ανά αυξανόμενο αριθμό χρηστών δεδομένων για $I_{inter} = 0.5W$ και $I_{inter} = 1.5W$ .	170

Εικόνα 49: Γραφική απεικόνιση του ποσοστού κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate στην μέση καθυστέρηση μετάδοσης μηνύματος ανά αυξανόμενο αριθμό χρηστών δεδομένων για $I_{inter} = 0.5W$ και $I_{inter} = 1.5W$ .....	171
Εικόνα 50: Γραφική απεικόνιση του κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate σε sec στην μέση καθυστέρηση πακέτου ανά αυξανόμενο αριθμό χρηστών δεδομένων για $I_{inter} = 0.5W$ και $I_{inter} = 1.5W$ .....	172
Εικόνα 51: Γραφική απεικόνιση του ποσοστού κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate στην μέση καθυστέρηση πακέτου ανά αυξανόμενο αριθμό χρηστών δεδομένων για $I_{inter} = 0.5W$ και $I_{inter} = 1.5W$ .....	172
Εικόνα 52: Γραφική απεικόνιση του κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate σε kbps στον μέσο ρυθμό μετάδοσης ανά αυξανόμενο αριθμό χρηστών δεδομένων για $I_{inter} = 0.5W$ και $I_{inter} = 1.5W$ .....	173
Εικόνα 53: Γραφική απεικόνιση του ποσοστού κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate στον μέσο ρυθμό μετάδοσης ανά αυξανόμενο αριθμό χρηστών δεδομένων για $I_{inter} = 0.5W$ και $I_{inter} = 1.5W$ .....	174
Εικόνα 54: Γραφική απεικόνιση του κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate στον δείκτη δικαιοσύνης ανά αυξανόμενο αριθμό χρηστών δεδομένων για $I_{inter} = 0.5W$ και $I_{inter} = 1.5W$ .....	174
Εικόνα 55: Γραφική απεικόνιση του κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate σε sec στην μέση καθυστέρηση μετάδοσης μηνύματος ανά αυξανόμενη μέση τιμή μεγέθους μηνύματος για $I_{inter} = 0.5W$ και $I_{inter} = 1.5W$ .....	175
Εικόνα 56: Γραφική απεικόνιση του ποσοστού κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate στην μέση καθυστέρηση μετάδοσης μηνύματος ανά αυξανόμενη μέση τιμή μεγέθους μηνύματος για $I_{inter} = 0.5W$ και $I_{inter} = 1.5W$ ...	176
Εικόνα 57: Γραφική απεικόνιση του κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate σε sec στην μέση καθυστέρηση πακέτου ανά αυξανόμενη μέση τιμή μεγέθους μηνύματος για $I_{inter} = 0.5W$ και $I_{inter} = 1.5W$ .....	177
Εικόνα 58: Γραφική απεικόνιση του ποσοστού κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate στην μέση καθυστέρηση πακέτου ανά αυξανόμενη μέση τιμή μεγέθους μηνύματος για $I_{inter} = 0.5W$ και $I_{inter} = 1.5W$ .....	177
Εικόνα 59: Γραφική απεικόνιση του κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate σε kbps στον μέσο ρυθμό μετάδοσης ανά αυξανόμενη μέση τιμή μεγέθους μηνύματος για $I_{inter} = 0.5W$ και $I_{inter} = 1.5W$ .....	178
Εικόνα 60: Γραφική απεικόνιση του ποσοστού κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate στον μέσο ρυθμό μετάδοσης ανά αυξανόμενη μέση τιμή μεγέθους μηνύματος για $I_{inter} = 0.5W$ και $I_{inter} = 1.5W$ .....	179
Εικόνα 61: Γραφική απεικόνιση του κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate στον δείκτη δικαιοσύνης ανά αυξανόμενη μέση τιμή μεγέθους μηνύματος για $I_{inter} = 0.5W$ και $I_{inter} = 1.5W$ .....	179
Εικόνα 62: Γραφική απεικόνιση του κέρδους των αλγορίθμων MaxFair για $I_{inter} = 1.5W$ και MaxRate για $I_{inter} = 0.5W$ σε sec στην μέση καθυστέρηση μετάδοσης μηνύματος ανά αυξανόμενο παράθυρο μετάδοσης. ....	181
Εικόνα 63: Γραφική απεικόνιση του ποσοστού κέρδους των αλγορίθμων MaxFair για $I_{inter} = 1.5W$ και MaxRate για $I_{inter} = 0.5W$ στην μέση καθυστέρηση μετάδοσης μηνύματος ανά αυξανόμενο παράθυρο μετάδοσης. ....	181



Εικόνα 64: Γραφική απεικόνιση του κέρδους των αλγορίθμων MaxFair για $I_{inter} = 1.5W$ και MaxRate για $I_{inter} = 0.5W$ σε sec στην μέση καθυστέρηση πακέτου ανά αυξανόμενο παράθυρο μετάδοσης.....	182
Εικόνα 65: Γραφική απεικόνιση του ποσοστού κέρδους των αλγορίθμων MaxFair για $I_{inter} = 1.5W$ και MaxRate για $I_{inter} = 0.5W$ στην μέση καθυστέρηση πακέτου ανά αυξανόμενο παράθυρο μετάδοσης.....	183
Εικόνα 66: Γραφική απεικόνιση του κέρδους των αλγορίθμων MaxFair για $I_{inter} = 1.5W$ και MaxRate για $I_{inter} = 0.5W$ σε kbps στον μέσο ρυθμό μετάδοσης ανά αυξανόμενο παράθυρο μετάδοσης.....	183
Εικόνα 67: Γραφική απεικόνιση του ποσοστού κέρδους των αλγορίθμων MaxFair για $I_{inter} = 1.5W$ και MaxRate για $I_{inter} = 0.5W$ στον μέσο ρυθμό μετάδοσης ανά αυξανόμενο παράθυρο μετάδοσης.....	184
Εικόνα 68: Γραφική απεικόνιση του κέρδους των αλγορίθμων MaxFair για $I_{inter} = 1.5W$ και MaxRate για $I_{inter} = 0.5W$ στον δείκτη δικαιοσύνης ανά αυξανόμενο παράθυρο μετάδοσης.....	185
Εικόνα 69: Γραφική απεικόνιση της πιθανότητας απόρριψης μιας νέας VoIP σύνδεσης ανά αυξανόμενο ρυθμό αφίξεων VoIP συνδέσεων.....	189
Εικόνα 70: Γραφική απεικόνιση της απώλειας πακέτων των VoIP συνδέσεων λόγω λήξης της μέγιστης επιτρεπτής καθυστέρησης των UDP πακέτων ανά αυξανόμενο ρυθμό αφίξεων VoIP συνδέσεων.....	190
Εικόνα 71: Γραφική απεικόνιση της μέσης καθυστέρησης πακέτου των VoIP συνδέσεων σε msec ανά αυξανόμενο ρυθμό αφίξεων VoIP συνδέσεων.....	191
Εικόνα 72: Γραφική απεικόνιση της διέλευσης των VoIP συνδέσεων σε πακέτα/πλαίσιο ανά αυξανόμενο ρυθμό αφίξεων VoIP συνδέσεων.....	191
Εικόνα 73: Γραφική απεικόνιση του μετρήσιμου ρυθμού αφίξεων σε συνδέσεις/ώρα ανά αυξανόμενο θεωρητικό ρυθμό αφίξεων VoIP συνδέσεων.....	192
Εικόνα 74: Γεωμετρική αναπαράσταση ενός προβλήματος βελτιστοποίησης.....	206



## Πίνακας Πινάκων

Πίνακας 1: Πλεονεκτήματα και μειονεκτήματα VSG-CDMA και MC-CDMA προσεγγίσεων.....	57
Πίνακας 2: Παράμετροι προσομοίωσης. ....	134
Πίνακας 3: Σύγκριση αλγορίθμων κατανομής πόρων. ....	136
Πίνακας 4: Ανάλυση ευαισθησίας αλγορίθμων MaxRate, MaxFair και μελέτη επίδρασης του παραθύρου μετάδοσης. ....	139
Πίνακας 5: Παράμετροι προσομοίωσης. ....	143
Πίνακας 6: Παράμετροι μοντελοποίησης κίνησης. ....	144
Πίνακας 7: Κατανομή αριθμού ροών ως προς το κέρδος ή τη ζημία που υφίστανται με την χρήση του MaxFair αντί του MaxRate για το Γ' σενάριο.....	162
Πίνακας 8: Σύγκριση αλγορίθμων χρονοπρογραμματισμού πακέτων για $I_{inter} = 1.5W$ . .....	187
Πίνακας 9: Σύγκριση αλγορίθμων χρονοπρογραμματισμού πακέτων για $I_{inter} = 0.5W$ . .....	187



# 1 ΕΙΣΑΓΩΓΗ

## 1.1 Κίνητρα της διατριβής

Η προηγούμενη δεκαετία χαρακτηρίστηκε από την αλματώδη ανάπτυξη των δικτύων κινητών επικοινωνιών. Τα κυψελωτά συστήματα δεύτερης γενιάς 2G (GSM, IS-95) οδήγησαν αρχικά από την αναλογική στην ψηφιακή επικοινωνία και έχουν την δυνατότητα να παρέχουν υπηρεσίες τηλεφωνίας και υπηρεσίες δεδομένων χαμηλού ρυθμού μετάδοσης με μεταγωγή κυκλώματος. Τα συστήματα τρίτης γενιάς 3G (IMT-2000, UMTS) ήρθαν να καλύψουν τις υπάρχουσες αδυναμίες, με σκοπό να παρέχουν υπηρεσίες πολυμέσων με ένα μέγιστο ρυθμό μετάδοσης των 2 Mb/s. Ενώ η χρήση των 3G δικτύων έχει ήδη ξεκινήσει σε διάφορες περιοχές, η επιστημονική έρευνα έχει στραφεί στον σχεδιασμό των δικτύων τέταρτης γενιάς 4G.

Τα 4G δίκτυα θα περιλαμβάνουν διάφορες τεχνολογίες πρόσβασης (κυψελωτά δίκτυα 4G, WLANs, Bluetooth, Ultra-Wideband συστήματα), οι οποίες θα χρησιμοποιούν από κοινού το Mobile IP, για την αρραγή παροχή υπηρεσιών σε κινητούς χρήστες. Με τον τρόπο αυτό, το πρωτόκολλο IP θα είναι το κοινό πρωτόκολλο στρώματος δικτύου και οι χρήστες θα εξυπηρετούνται με βάση την αντίληψη «οπουδήποτε και οποτεδήποτε». Επιπλέον, με την εκρηκτική αύξηση της ζήτησης για υπηρεσίες δεδομένων υψηλής ταχύτητας, ο ρυθμός μετάδοσης αναμένεται να προσεγγίσει τα 20 Mb/s. Η τεχνολογία WCDMA χρησιμοποιήθηκε ως κύρια τεχνολογία πρόσβασης στα 3G δίκτυα και αναμένεται να πρωταγωνιστήσει εξίσου στα 4G συστήματα.

Η ενοποίηση των τεχνολογιών πρόσβασης στην 4G αρχιτεκτονική δημιουργεί μεγάλες προκλήσεις τόσο στην διασύνδεση των διαφόρων υποσυστημάτων όσο και στην διασφάλιση της ποιότητας υπηρεσίας (QoS) από άκρη σε άκρη. Η διασφάλιση της ποιότητας της υπηρεσίας είναι ένα θέμα δύσκολο, καθώς οι απαιτήσεις των χρηστών μεταβάλλονται και η κίνηση πολυμέσων είναι ετερογενής φύσης. Σε ασύρματα περιβάλλοντα, η κατάσταση γίνεται χειρότερη εξαιτίας των περιορισμένων πόρων του δικτύου και των χαρακτηριστικών του ασύρματου διαύλου. Η διασφάλιση της ποιότητας υπηρεσίας, με ταυτόχρονη αποδοτική χρησιμοποίηση των πόρων, είναι πιο πολύπλοκη σε δίκτυα που χρησιμοποιούν WCDMA (καθαρή WCDMA ή TD-

CDMA), καθώς η χωρητικότητα επηρεάζεται από την παρεμβολή και η ισχύς θεωρείται μαζί με το εύρος ζώνης ως ένα είδος πόρου του δικτύου.

Ακολουθώντας τον τρόπο υλοποίησης των δικτύων, η ποιότητα υπηρεσίας σε ένα 4G WCDMA σύστημα, που βασίζεται στην IP τεχνολογία, μπορεί να ταξινομηθεί σε μια ιεραρχία τριών επιπέδων: επίπεδο bit, επίπεδο πακέτου και επίπεδο σύνδεσης. Σε επίπεδο bit, η ποιότητα υπηρεσίας έγκειται στην εξασφάλιση της ακρίβειας μετάδοσης, μέσω ενός μέγιστου απαιτούμενου ρυθμού λανθασμένων bit (*BER*) ή εναλλακτικά ενός ελάχιστου απαιτούμενου λόγου ενέργειας bit προς παρεμβολή και θόρυβο ( $E_b/N_0$ ). Σε επίπεδο πακέτου, η ποιότητα υπηρεσίας εγγυάται την έγκαιρη παράδοση για υπηρεσίες πραγματικού χρόνου, με κριτήρια επίδοσης την μέγιστη ανεκτή καθυστέρηση και το μέγιστο ανεκτό τρέμουλο φάσης (*jitter*), και ικανοποιητικό ρυθμό μετάδοσης (διέλευση) και την δικαιοσύνη για υπηρεσίες μη πραγματικού χρόνου. Σε επίπεδο σύνδεσης, η ποιότητα υπηρεσίας διασφαλίζει ότι η πιθανότητα απόρριψης μιας νέας σύνδεσης και η πιθανότητα διακοπής μιας υπάρχουσας θα βρίσκονται σε ανεκτά επίπεδα. Υπενθυμίζεται πως η διακοπή μιας σύνδεσης είναι σαφώς πιο ενοχλητική από την απόρριψη μιας νέας.

Για την εξασφάλιση της ποιότητας υπηρεσίας σε επίπεδο bit και πακέτου, είναι αναγκαία η ύπαρξη ενός αποδοτικού προγραμματισμού των πακέτων με κατάλληλη κατανομή πόρων (ισχύς, ρυθμός μετάδοσης). Θα εστιάσουμε στην ζεύξη ανόδου, όπου η ανάθεση πόρων είναι πιο πολύπλοκη λόγω της πολλαπλής πρόσβασης. Συγκεκριμένα, τα επίπεδα ισχύος των τερματικών πρέπει να είναι τέτοια, ώστε κάθε τερματικό να λαμβάνει τον απαιτούμενο λόγο  $E_b/N_0$  και να ικανοποιούνται οι απαιτήσεις σε καθυστέρηση, *jitter*, απώλεια πακέτου, διέλευση κτλ. Υπεύθυνο για την κατανομή των πόρων μπορεί να θεωρηθεί το στρώμα ζεύξης δεδομένων και ουσιαστικά το στρώμα πρόσβασης μέσου (MAC). Η λογική οντότητα, που χειρίζεται τις αιτήσεις των τερματικών και αναθέτει τους πόρους, βρίσκεται στο υπόστρωμα MAC του σταθμού βάσης της κυψέλης, ο οποίος αποτελεί και τον ακραίο δρομολογητή του δικτύου κορμού.

Ο πρώτος στόχος του πρωτοκόλλου MAC είναι η αποδοτική χρήση των πόρων στο στρώμα ζεύξης δεδομένων. Η χρησιμοποίηση των πόρων εξαρτάται άμεσα από τους διαθέσιμους ρυθμούς μετάδοσης, που μπορούν να ανατεθούν στα τερματικά. Οι αιτούμενοι ρυθμοί μετάδοσης στις υπηρεσίες πολυμέσων είναι συχνά υψηλοί και μεταβάλλονται με το χρόνο, κάτι που οδήγησε στην ανάγκη αναζήτησης μεθόδων

που να βελτιώνουν την ευελιξία της ανάθεσης των πόρων. Οι περισσότερες μέθοδοι προέρχονται από τα WCDMA 3G δίκτυα. Δύο είναι οι επικρατέστερες για την μετάδοση πακέτων εντός μιας χρονοσχισμής (TD-CDMA) ή ενός πλαισίου (καθαρή WCDMA): η πολυκωδική μετάδοση (MC-CDMA) και η μετάδοση μεταβλητού κέρδους εξάπλωσης (VSG-CDMA).

Στην πολυκωδική μετάδοση (2.2.1), χρησιμοποιούνται παραπάνω από ένας πομποδέκτες ανά τερματικό, με τον καθέναν να μεταδίδει ορθογώνια ως προς τους άλλους σήματα με τον βασικό ρυθμό μετάδοσης. Διάφοροι ρυθμοί μετάδοσης επιτυγχάνονται ανά τερματικό ανάλογα με τον αριθμό των πομποδεκτών που διαθέτει, αλλά η πολυπλοκότητα του υλικού περιορίζει τον αριθμό των πομποδεκτών και επομένως τον μέγιστο ρυθμό μετάδοσης. Στην μετάδοση με μεταβλητό κέρδος εξάπλωσης (2.2.2), χρησιμοποιείται μόνο ένας κωδικός ανά τερματικό, αλλά ο ρυθμός μετάδοσης μεταβάλλεται αντιστρόφως ανάλογα με το κέρδος εξάπλωσης. Υψηλότεροι ρυθμοί μετάδοσης από τον βασικό ρυθμό επιτυγχάνονται μειώνοντας το κέρδος εξάπλωσης. Ο μέγιστος ρυθμός, όμως, περιορίζεται από ένα ελάχιστο αποδεκτό κέρδος εξάπλωσης. Επιπλέον, η σηματοδοσία είναι αυξημένη, αφού ο δέκτης πρέπει να ενημερώνεται για τυχόν αλλαγές στο κέρδος εξάπλωσης.

Ένα σημαντικό μειονέκτημα του μεταβλητού κέρδους εξάπλωσης είναι ότι ο ρυθμός μετάδοσης ανήκει σε ένα διακριτό σύνολο, επειδή εξαρτάται από το μήκος του κωδικού. Η «κβαντικοποίηση» του ρυθμού μετάδοσης είναι ένα δύσκολο πρόβλημα, που αντιμετωπίζεται από την βιβλιογραφία ([26], [30], [32], [33], [34]) είτε θεωρώντας καταχρηστικά συνεχείς ρυθμούς, είτε με στρογγυλοποιήσεις, είτε με δοκιμές όλων των πιθανών διανυσμάτων των διαθέσιμων ρυθμών μετάδοσης. Οι δύο πρώτες λύσεις είναι προσεγγιστικές και υποχρησιμοποιούν το εύρος ζώνης, ενώ η τελευταία είναι μεν πιο ακριβής αλλά επίπονη προγραμματιστικά. Επίσης, είναι δυνατόν να ανατεθεί σε έναν χρήστη ένας κωδικός με ρυθμό πολύ μεγαλύτερο από αυτόν που ζήτησε, επειδή δεν υπάρχει ρυθμός στο διακριτό σύνολο που να προσεγγίζει τον αιτούμενο, σπαταλώντας το πολύτιμο εύρος ζώνης.

Οι δύο προαναφερθείσες μέθοδοι μετάδοσης δεν περιορίζουν, επομένως, μόνο τον μέγιστο ρυθμό μετάδοσης, αλλά και το σύνολο των διαθέσιμων ρυθμών μετάδοσης. Στην VSG-CDMA μετάδοση, ο περιορισμός του συνόλου των διαθέσιμων ρυθμών είναι προφανής, εξαιτίας της κβαντικοποίησης των ρυθμών μετάδοσης. Στην MC-CDMA μετάδοση, το σύνολο είναι μεν πιο «συνεκτικό», δεδομένου ότι αποτελείται από συνεχόμενα ακέραια πολλαπλάσια του βασικού ρυθμού μετάδοσης, αλλά

αποτελείται από πολύ λίγες στάθμες, ισάριθμες του αριθμού των πομποδεκτών. Δημιουργείται, λοιπόν, η ανάγκη για την ύπαρξη ενός πιο ευέλικτου σχήματος.

Μια λύση αποτελεί ένα υβριδικό σχήμα, που να συνδυάζει MC-CDMA και VSG-CDMA μετάδοση. Κάθε τερματικό μπορεί να διαθέτει παραπάνω του ενός πομποδέκτες και να μεταδίδει παράλληλα ρεύματα κίνησης με ορθογώνιους κωδικούς διαφορετικού κέρδους εξάπλωσης. Οι κωδικοί αυτοί προέρχονται από ένα δέντρο ορθογώνιων κωδικών μεταβλητού κέρδους εξάπλωσης (OVSF). Ο υβριδικός τρόπος μετάδοσης κληρονομεί το πρόβλημα της κβαντικοποίησης των ρυθμών, αλλά η κατάσταση είναι σαφώς καλύτερη, διότι αυξάνεται σε πλήθος το σύνολο των διαθέσιμων ρυθμών μετάδοσης του τερματικού με το ύψος του δέντρου (ως δύναμη του 2) και τον αριθμό των πομποδεκτών (γραμμικός συνδυασμός δυνάμεων του 2). Παρέχει, λοιπόν, μεγαλύτερη ευελιξία και χρησιμοποιεί αποδοτικότερα τους ασύρματους πόρους.

Ελάχιστη έρευνα έχει διεξαχθεί για υβριδικά σχήματα (2.2.5). Η ανάλυση που ακολουθείται γίνεται σε επίπεδο κωδικού και όχι τερματικού. Ο σταθμός βάσης επιλέγει και επιστρέφει σε κάθε τερματικό αναλυτικά τους κωδικούς και το κέρδος εξάπλωσης ανά κωδικό. Η προσέγγιση αυτή έχει το μειονέκτημα της αύξησης της πολυπλοκότητας του σταθμού βάσης, καθώς πρέπει να κρατά πληροφορία για την κατάσταση των OVSF δέντρων των τερματικών, και της επιπλέον σηματοδότησης. Η κβαντικοποίηση των ρυθμών μετάδοσης αντιμετωπίζεται με αποθήκευση του διακριτού συνόλου και διαδοχικό έλεγχο των διαθέσιμων ρυθμών του για την εύρεση του κατάλληλου ρυθμού κάθε τερματικού σε κάθε ανάθεση πόρων. Τέλος, δεν επιχειρείται κάποια βελτιστοποίηση στην χρησιμοποίηση των πόρων του εύρους ζώνης. Στο σημείο αυτό, πρέπει να διευκρινιστεί τι σημαίνει βελτιστοποίηση της χρήσης των πόρων.

Ο δεύτερος στόχος του πρωτοκόλλου MAC είναι η διασφάλιση της ποιότητας υπηρεσίας που απαιτεί το στρώμα μεταφοράς, η οποία επιτυγχάνεται μέσω μιας βέλτιστης χρήσης των πόρων. Μέχρι στιγμής, έγινε αναφορά σε μεθόδους αποδοτικής χρήσης των πόρων, μεθόδους δηλαδή που αυξάνουν τον μέγιστο ρυθμό και γενικά διευρύνουν το σύνολο των διαθέσιμων ρυθμών μετάδοσης. Το επόμενο βήμα για το πρωτόκολλο MAC είναι η βέλτιστη κατανομή των πόρων στα τερματικά. Η κατανομή πρέπει να είναι τέτοια, ώστε να ικανοποιεί τις απαιτήσεις των τερματικών σε ποιότητα υπηρεσίας, δηλαδή σε ακρίβεια στην μετάδοση (BER, απώλεια



πακέτου), ρυθμό μετάδοσης (διέλευση), έγκαιρη παράδοση (καθυστέρηση, jitter) και σε δικαιοσύνη.

Η επιλογή του ρυθμού μετάδοσης κάθε τερματικού είναι μια δύσκολη υπόθεση. Εάν ανατεθεί σε ένα τερματικό ένας υψηλός ρυθμός μετάδοσης, απαιτείται υψηλό επίπεδο ισχύος, που προκαλεί μεγαλύτερη παρεμβολή και μικρή χρησιμοποίηση πόρων από τα υπόλοιπα τερματικά και οδηγεί σε χαμηλή δικαιοσύνη. Από την άλλη μεριά, ένας χαμηλός ρυθμός μετάδοσης επιτρέπει μεν σε περισσότερους χρήστες να μεταδώσουν, αυξάνοντας την δικαιοσύνη, αλλά μειώνει την διέλευση και επιμηκύνει το χρονικό διάστημα μετάδοσης και παρεμβολής, οδηγώντας εκ νέου σε υποχρησιμοποίηση των πόρων. Ένα ιδανικό πρωτόκολλο MAC απαιτεί την βέλτιστη ισορροπία μεταξύ ενός αριθμού ανταγωνιστικών στόχων, π.χ. διέλευσης και δικαιοσύνης.

Το κριτήριο βελτιστοποίησης, που χρησιμοποιείται ευρέως στην βιβλιογραφία, είναι η μεγιστοποίηση της διέλευσης, δηλαδή του αθροίσματος των ρυθμών μετάδοσης των τερματικών π.χ. στην χρονοσχισμή. Τα σχετικά πρωτόκολλα MAC (2.2.3) στοχεύουν στην ανάθεση σε κάθε χρήστη της καλύτερης δυνατής διέλευσης δεδομένων των προκαθορισμένων περιορισμών. Κύριο μειονέκτημα είναι ότι προμοδοτούν πάντα τον «καλύτερο» χρήστη, επιτρέποντάς του να μεταδίδει με μέγιστο ρυθμό, χωρίς να μεριμνούν για δικαιοσύνη μεταξύ των χρηστών. Για τον λόγο αυτό, ονομάζονται «άπληστοι αλγόριθμοι». Συνήθως, καλύτερος χρήστης είναι εκείνος με τις ευνοϊκότερες συνθήκες διάδοσης. Τα πρωτόκολλα αυτά χρησιμοποιούν μεταβλητό κέρδος εξάπλωσης και υπόκεινται στο πρόβλημα της κβαντικοποίησης των ρυθμών μετάδοσης.

Στην αντίθετη κατεύθυνση, κινούνται τα πρωτόκολλα με έμφαση στην δικαιοσύνη (2.2.4). Κάποια πρωτόκολλα χρησιμοποιούν πιο δίκαιους αλγορίθμους ανάθεσης πόρων (GPS, PF), αλλά υστερούν στο ότι δεν μεγιστοποιούν την χρησιμοποίηση των πόρων του συστήματος. Συνήθης πρακτική είναι η μεγιστοποίηση της διέλευσης με προσπάθεια αποζημίωσης των χρηστών που αδικούνται μακροπρόθεσμα, μέσω της επιλογής ενός διαφορετικού κάθε φορά συνόλου χρηστών που μεταδίδουν, αντί της αρχής του «καλύτερου» χρήστη. Αυτό μπορεί να συμβεί άμεσα, με κάποιο γνωστό αλγόριθμο χρονοπρογραμματισμού (fifo, round robin, sfo κτλ.), ή έμμεσα, μέσω προκαθορισμένων βαρών δικαιοσύνης στους χρήστες με την χρήση επιπρόσθετων περιορισμών στο πρόβλημα. Κοινό μειονέκτημα αποτελεί το γεγονός ότι η επιλογή δεν γίνεται με κριτήρια ποιότητας υπηρεσίας, π.χ. τον κίνδυνο να μην παραδοθούν τα πακέτα ενός χρήστη εντός των ορίων καθυστέρησης. Επιπλέον, στην έμμεση

περίπτωση, τα βέλτιστα βάρη δεν είναι δυνατόν να είναι γνωστά εκ των προτέρων και πρέπει να χρησιμοποιηθεί μια στοχαστική προσέγγιση για την εύρεσή τους, που τρέχει σε πραγματικό χρόνο και εισάγει επιπλέον πολυπλοκότητα και πιθανόν σφάλματα λόγω της τυχαιότητας.

Ο τρίτος στόχος του πρωτοκόλλου MAC είναι η διασφάλιση της ποιότητας υπηρεσίας σε επίπεδο σύνδεσης. Για το σκοπό αυτό, χρησιμοποιούνται αλγόριθμοι αποδοχής σύνδεσης, οι οποίοι έχουν σκοπό να προστατέψουν τις υπάρχουσες συνδέσεις από τις νέες, καθώς και τις υπηρεσίες πραγματικού χρόνου έναντι των λοιπών υπηρεσιών. Με τον τρόπο αυτό, εξασφαλίζεται μια μικρή πιθανότητα απόρριψης σύνδεσης και μια σαφώς μικρότερη πιθανότητα διακοπής. Στα σύγχρονα 4G δίκτυα IP τεχνολογίας, εφαρμόζεται όμως εξολοκλήρου μεταγωγή πακέτου και η κίνηση είναι επί των πλείστων εκρηκτικής φύσεως, κάτι που καθιστά τον έλεγχο αποδοχής σύνδεσης αντιλειτουργικό. Ο προσδιορισμός του ακριβούς εύρους ζώνης, που απαιτείται από μια σύνδεση κατά την διάρκεια της, είναι σχεδόν αδύνατη την στιγμή της αποδοχής. Χρησιμοποιούνται, λοιπόν, αλγόριθμοι αποδοχής βασισμένοι στο *ενεργό εύρος ζώνης* ([11], [26], [27]), που προσπαθούν να υπολογίσουν τον αριθμό των συνδέσεων πραγματικού χρόνου που θα γίνουν αποδεκτές βάσει προσέγγισης Gauss, δεδομένης μιας πιθανότητας λάθους στην εκτίμηση. Η διαδικασία αυτή, όμως, είναι επίπονη, μη πρακτική και εμπεριέχει εξ ορισμού πιθανότητα λάθους λόγω της προσέγγισης.

Περισσότερες πληροφορίες για τα πρωτόκολλα MAC της βιβλιογραφίας μπορούν να αναζητηθούν στην 2.2.

## 1.2 Συμβολή της διατριβής

Σκοπός της παρούσας διδακτορικής διατριβής είναι ο σχεδιασμός και η ανάπτυξη ενός πρωτοκόλλου MAC μεταγωγής πακέτου, προσαρμοσμένου στις σύγχρονες ανάγκες ενός WCDMA 4G IP δικτύου, όπως παρουσιάστηκαν στην παράγραφο 1.1. Για την ανάλυση του πρωτοκόλλου, μελετάται η ζεύξη ανόδου, όπου η ανάθεση πόρων είναι πιο πολύπλοκη εξαιτίας της πολλαπλής πρόσβασης στο κοινό μέσο, και θεωρείται μια δομή πλαισίου χρόνου με χρονοσχισμές. Φυσικά, τα αποτελέσματα παραμένουν όμοια εάν θεωρηθούν μόνο πλαίσια αντί για χρονοσχισμές.

Σε πρώτη φάση, η διατριβή εστιάζει στην αποδοτική χρήση του εύρους ζώνης. Για τον σκοπό αυτό, το προτεινόμενο πρωτόκολλο MAC συνδυάζει MC-CDMA και VSG-CDMA, πρόκειται δηλαδή για ένα υβριδικό μοντέλο. Ο υβριδικός τρόπος μετάδοσης παρέχει μεγαλύτερη ευελιξία και χρησιμοποιεί αποδοτικότερα τους ασύρματους πόρους, καθώς αυξάνεται ο μέγιστος ρυθμός και γενικά διευρύνεται το σύνολο των διαθέσιμων ρυθμών μετάδοσης του τερματικού με το ύψος του OVSF δέντρου (ως δύναμη του 2) και τον αριθμό των πομποδεκτών (γραμμικός συνδυασμός δυνάμεων του 2).

Η ανάλυση που ακολουθείται, σε αντίθεση με την υπάρχουσα βιβλιογραφία, γίνεται σε επίπεδο τερματικού και όχι κωδικού. Ο σταθμός βάσης αποφασίζει την κατανομή των πόρων για κάθε χρονοσχιμή του επόμενου χρονικού πλαισίου της ζεύξης ανόδου και επιστρέφει στο τερματικό πληροφορία για την επιλεγόμενη χρονοσχιμή, την συνολική ισχύ μετάδοσης και τον συνολικό ρυθμό μετάδοσης. Το τερματικό είναι ελεύθερο να αποφασίσει πόσους και ποιους ορθογώνιους κωδικούς θα χρησιμοποιήσει, χωρίς την ανάμειξη του σταθμού βάσης, εφόσον όμως δύναται να ενημερώσει για αυτούς, μέσω της σηματοδότησης στην ζεύξη ανόδου, τον σταθμό βάσης. Η προσέγγιση αυτή μειώνει την πολυπλοκότητα του σταθμού βάσης, καθώς τα προβλήματα των OVSF δέντρων αντιμετωπίζονται με κατανεμημένο τρόπο από τα τερματικά.

Το προτεινόμενο πρωτόκολλο χρησιμοποιεί, για πρώτη φορά στην βιβλιογραφία, μια αναλυτική σχέση για τον προσδιορισμό του διακριτού συνόλου των διαθέσιμων ρυθμών μετάδοσης. Η σχέση αυτή δίνει τον πλησιέστερο προς τα άνω (ή κάτω) ρυθμό μετάδοσης του διακριτού συνόλου, που πρέπει να ανατεθεί σε ένα τερματικό, δεδομένων του αιτούμενου ρυθμού και του αριθμού των πομποδεκτών. Ο αριθμός των πομποδεκτών περιορίζει τον αριθμό των κωδικών που μπορούν να χρησιμοποιηθούν ταυτόχρονα ανά τερματικό και επηρεάζει σε μεγάλο βαθμό την αποδοτικότητα του πρωτοκόλλου. Χρησιμοποιώντας την σχέση αυτή, εξαλείφεται η ανάγκη αποθήκευσης και διαδοχικού ελέγχου όλων των πιθανών διανυσμάτων των διαθέσιμων ρυθμών και μειώνεται αισθητά η πολυπλοκότητα του προβλήματος της κβαντικοποίησης των ρυθμών μετάδοσης.

Σε δεύτερη φάση, η διατριβή εστιάζει στην βέλτιστη χρήση του εύρους ζώνης μέσω μιας βέλτιστης κατανομής των πόρων. Μελετώνται τρία κριτήρια βελτιστοποίησης στα πλαίσια του υβριδικού μοντέλου. Το πρώτο κριτήριο της ελαχιστοποίησης της συνολικά λαμβανόμενης ισχύος οδηγεί στην αναγκαία και ικανή συνθήκη για την

εφικτότητα της κατανομής, ώστε να ικανοποιούνται οι απαιτήσεις των τερματικών σε ποιότητα υπηρεσίας ( $E_b/N_0$ ) και οι τυχόν περιορισμοί τους σε μέγιστη ισχύ. Το δεύτερο κριτήριο είναι η μεγιστοποίηση της διέλευσης, προσαρμοσμένη σε υπηρεσίες πολυμέσων, μέσω του διαχωρισμού των υπηρεσιών σε πραγματικού και μη πραγματικού χρόνου, και με χρήση της αναλυτικής σχέσης της κβαντικοποίησης του ρυθμού μετάδοσης. Το τρίτο κριτήριο προτείνεται για πρώτη φορά και μεγιστοποιεί μια νέα αντικειμενική συνάρτηση, την *κανονικοποιημένη διέλευση*, με τους ίδιους περιορισμούς με την μεγιστοποίηση της διέλευσης. Το νέο κριτήριο προτείνεται ως ένας νέος εναλλακτικός αλγόριθμος ανάθεσης πόρων, ο οποίος δίνει δίκαιες κατανομές, διατηρώντας όμως υψηλή διέλευση. Η λύση μπορεί να θεωρηθεί ως ένας συμβιβασμός μεταξύ μεγιστοποίησης της διέλευσης και δικαιοσύνης στο επίπεδο της χρονοσχισμής, δηλαδή της *βραχυπρόθεσμης δικαιοσύνης*.

Η ελαχιστοποίηση της συνολικά λαμβανόμενης ισχύος επιλύεται μέσω αναλυτικών σχέσεων, που προκύπτουν από την επίλυση ενός συστήματος γραμμικών εξισώσεων. Τα επόμενα δύο κριτήρια οδηγούν σε προβλήματα βελτιστοποίησης (μεγιστοποίησης) μη γραμμικών αντικειμενικών συναρτήσεων με περιορισμούς και επιλύονται μέσω του αλγορίθμου ευθείας αναζήτησης «pattern search» σε περιβάλλον MATLAB Genetic Algorithm and Direct Search Toolbox. Ο αλγόριθμος «pattern search» είναι ιδανικός για την επίλυση πολύπλοκων μη γραμμικών προβλημάτων και συγκλίνει σε ολικό και όχι τοπικό βέλτιστο σημείο. Εναλλακτικά, σχεδιάστηκαν και υλοποιήθηκαν δύο ευρετικοί αλγόριθμοι, που δίνουν γρήγορα και απλά τις ίδιες λύσεις με τα προβλήματα βελτιστοποίησης.

Το νέο πρωτόκολλο MAC πλαισιώνεται από έναν καινοτόμο χρονοπρογραμματισμό πακέτων στο στρώμα ζεύξης δεδομένων και μια σειρά αλγορίθμων που αυτός προτείνει. Είναι πιθανό η κατανομή να μην είναι εφικτή για τον συνολικό αριθμό των τερματικών που θέλουν να μεταδώσουν στην συγκεκριμένη χρονοσχισμή. Στην περίπτωση αυτή, πρέπει να αποφασιστεί ποια τερματικά έχουν μεγαλύτερη προτεραιότητα για να τεθούν στον αλγόριθμο της κατανομής των πόρων. Για το σκοπό αυτό, η διατριβή αναπτύσσει και υλοποιεί ένα ευέλικτο σχήμα προτεραιοτήτων με βάρη προτεραιότητας, που χρησιμοποιεί τις απαιτήσεις σε ποιότητα υπηρεσίας (καθυστερήση, διέλευση) και όχι τις συνθήκες διάδοσης στον ασύρματο δίαυλο, και επομένως είναι ιδανικό για τις υπηρεσίες πραγματικού χρόνου. Οι λοιπές υπηρεσίες μπορούν, επίσης, να χρησιμοποιούν κάποιο διαφορετικό γνωστό

αλγόριθμο (fifo, round robin, sfo κτλ.) αντί των βαρών προτεραιότητας. Το σχήμα προτεραιοτήτων εστιάζει, λοιπόν, στην *μακροπρόθεσμη δικαιοσύνη*.

Η ακριβής επιλογή των τερματικών που θα μεταδώσουν θα γίνει από τον *ελεγκτή πόρων*, μια οντότητα που χρησιμοποιεί την σχέση της εφικτότητας της κατανομής (πρώτο κριτήριο βελτιστοποίησης) για τον έλεγχο της χωρητικότητας της χρονοσχισμής. Επιπλέον, στις υπηρεσίες βέλτιστης προσπάθειας, υπάρχει μεγάλος ανταγωνισμός ανάμεσα στους χρήστες για την κατανομή των υπολειπόμενων πόρων. Ο αλγόριθμος του *παραθύρου μετάδοσης* καθορίζει πόσοι χρήστες βέλτιστης προσπάθειας θα μεταδώσουν σε κάθε χρονοσχισμή του πλαισίου, ώστε να υπάρχει αποδοτική χρησιμοποίηση των πόρων του συστήματος και αύξηση της διέλευσης. Μετά την επιλογή του διανύσματος μετάδοσης από το σχήμα προτεραιοτήτων, τον ελεγκτή πόρων και τον αλγόριθμο παραθύρου μετάδοσης, ακολουθεί η εκτέλεση του αλγορίθμου βελτιστοποίησης της ανάθεσης πόρων για τους χρήστες του διανύσματος.

Μεγάλη καινοτομία του προτεινόμενου πρωτοκόλλου MAC είναι η έλλειψη ελέγχου αποδοχής σύνδεσης. Υπενθυμίζεται πως ο έλεγχος αποδοχής είναι δύσκολος και αναποτελεσματικός στα 4G IP δίκτυα, εξαιτίας της μεταγωγής πακέτου και της εκρηκτικότητας της κίνησης. Στην διατριβή, εναπόκειται στο σχήμα προτεραιοτήτων να διασφαλίσει την ποιότητα υπηρεσίας σε επίπεδο σύνδεσης και να προστατέψει τις υπάρχουσες συνδέσεις υπηρεσιών πραγματικού χρόνου από τις νέες, ορίζοντας κατάλληλα βάρη προτεραιότητας. Τονίζεται πως στα δίκτυα κινητών επικοινωνιών δίνεται σαφή προτεραιότητα στις υπάρχουσες συνδέσεις, δεδομένου ότι η διακοπή μιας σύνδεσης είναι σαφώς πιο ενοχλητική από την απόρριψη μιας νέας. Στόχος αποτελεί η εξασφάλιση μιας μικρής πιθανότητας απόρριψης σύνδεσης και μιας αρκετά μικρότερης πιθανότητας διακοπής σύνδεσης.

Το προτεινόμενο πρωτόκολλο MAC θα μελετηθεί διεξοδικά και θα προσομοιωθεί για την εξαγωγή χρήσιμων συμπερασμάτων και αποτελεσμάτων. Μεγάλη έμφαση στο κεφάλαιο των αποτελεσμάτων (6) θα δοθεί στην σύγκριση των κριτηρίων βελτιστοποίησης, και κυρίως μεταξύ της μεγιστοποίησης της διέλευσης, που προτείνεται από την βιβλιογραφία ως η βέλτιστη λύση, και του νέου κριτηρίου της μεγιστοποίησης της κανονικοποιημένης διέλευσης.

### 1.3 Διάρθρωση της διατριβής

Στα επόμενα κεφάλαια αναπτύσσονται εκτεταμένα τα θέματα που περιγράφηκαν στις προηγούμενες παραγράφους. Η διάρθρωση της διατριβής έχει ως εξής:

- 1<sup>ο</sup> κεφάλαιο: Εισαγωγή: δίνεται μια γενική περιγραφή των στόχων της διατριβής. Αναλύονται σε γενικές γραμμές τα κίνητρα που μας οδήγησαν στην έρευνα που περιγράφεται σε αυτή τη διατριβή και τα αντίστοιχα προβλήματα, δίνοντας επίσης μια πρώτη γεύση από τις λύσεις που προτείνουμε.
- 2<sup>ο</sup> κεφάλαιο: Βιβλιογραφική έρευνα και αναζήτηση: γίνεται μια αναλυτική παρουσίαση της αρχιτεκτονικής, των πρωτοκόλλων MAC και της κατανομής των πόρων στα WCDMA δίκτυα, καθώς και μια συγκριτική μελέτη των υπάρχοντων πρωτοκόλλων με έμφαση στις αδυναμίες τους.
- 3<sup>ο</sup> κεφάλαιο: Προτεινόμενο πρωτόκολλο MAC υβριδικής μετάδοσης: σε αυτό το κεφάλαιο, γίνεται εκτενής ανάλυση του προτεινόμενου υβριδικού μοντέλου, αναλυτική περιγραφή των προβλημάτων που προκύπτουν και της επίλυσής τους.
- 4<sup>ο</sup> κεφάλαιο: Ανάθεση πόρων και βελτιστοποίηση: στο κεφάλαιο αυτό, παρουσιάζονται και αναλύονται τα τρία πιθανά κριτήρια βελτιστοποίησης της ανάθεσης πόρων, εισάγεται ο περιορισμός της κβαντικοποίησης των ρυθμών μετάδοσης του υβριδικού μοντέλου μέσω αναλυτικής σχέσης και επιλύονται τα προβλήματα βελτιστοποίησης είτε με αναλυτικές σχέσεις (1<sup>ο</sup> κριτήριο) είτε με αλγορίθμους βελτιστοποίησης και ευρετικούς αλγορίθμους (2<sup>ο</sup> και 3<sup>ο</sup> κριτήριο).
- 5<sup>ο</sup> κεφάλαιο: Χρονοπρογραμματισμός ροών: αναλυτική παρουσίαση των χρησιμοποιούμενων αλγορίθμων (αιτήσεις ανάθεσης πόρων DRAR και ARAR, σχήμα προτεραιοτήτων, ελεγκτής πόρων και παράθυρο μετάδοσης για ροές μη πραγματικού χρόνου), που πλαισιώνουν την ανάθεση πόρων στο προτεινόμενο πρωτόκολλο MAC, και δίνεται ένα συνοπτικό διάγραμμα του χρονοπρογραμματιστή της ζεύξης ανόδου με την ροή της πληροφορίας μεταξύ των προηγούμενων αλγορίθμων.

- 6<sup>ο</sup> κεφάλαιο: Αποτίμηση προτεινόμενου πρωτοκόλλου MAC: παρουσιάζονται τα αποτελέσματα ενός στιγμιότυπου προσομοίωσης για βραχυπρόθεσμη αποτίμηση και μιας πλήρους προσομοίωσης 8 σεναρίων για μακροπρόθεσμη αποτίμηση του υβριδικού πρωτοκόλλου MAC που προτείνουμε και των αντίστοιχων αλγορίθμων βελτιστοποίησης της ανάθεσης πόρων.
- 7<sup>ο</sup> κεφάλαιο: Συμπεράσματα: συνοψίζονται οι σημαντικότερες καινοτομίες του προτεινόμενου πρωτοκόλλου και εξάγονται κάποια χρήσιμα συμπεράσματα.
- 8<sup>ο</sup> κεφάλαιο: Μελλοντική έρευνα: παρουσιάζονται οι προεκτάσεις της διατριβής, δηλαδή κάποια θέματα για μελλοντική έρευνα.
- Παράρτημα Α: Βελτιστοποίηση: στο παράρτημα αυτό, γίνεται περιγραφή της θεωρίας βελτιστοποίησης, του αλγορίθμου βελτιστοποίησης (αλγόριθμος αναζήτησης μοτίβου patternsearch) που χρησιμοποιείται στο 4<sup>ο</sup> κεφάλαιο και της υλοποίησής του στο MATLAB Genetic Algorithm and Direct Search Toolbox.
- Παράρτημα Β: Μοντελοποίηση – Χαρακτηριστικά της κίνησης: στο παράρτημα αυτό, περιγράφεται η κατηγοριοποίηση των υπηρεσιών στο προτεινόμενο σχήμα και δίνεται η μοντελοποίηση της κίνησης πολυμέσων με τα κύρια χαρακτηριστικά της κάθε υπηρεσίας.





## **2 ΒΙΒΛΙΟΓΡΑΦΙΚΗ ΕΡΕΥΝΑ ΚΑΙ ΑΝΑΖΗΤΗΣΗ**

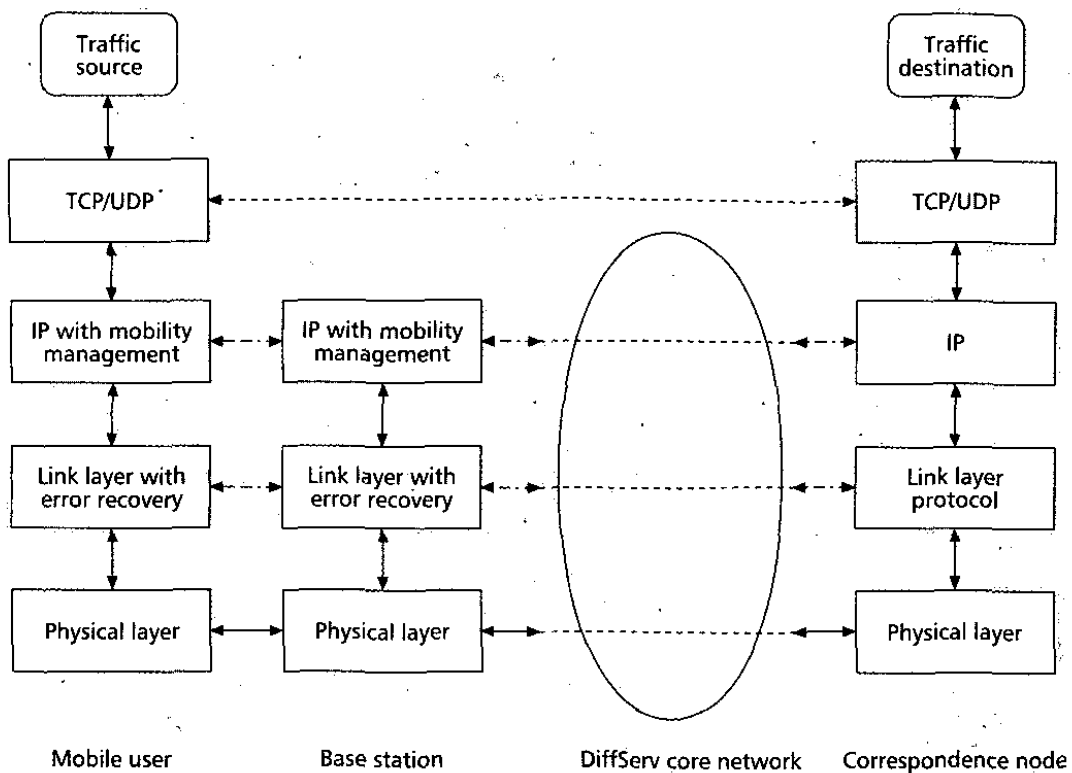
Σκοπός του κεφαλαίου αυτού είναι μια σύντομη παρουσίαση της σημαντικότερης βιβλιογραφίας, πάνω στα θέματα που εξετάζει η διατριβή. Η αναφορά σε προηγούμενες εργασίες είναι πολύ χρήσιμη για την κατανόηση της συνεισφοράς της διατριβής, καθώς επιχειρείται η σχεδίαση ενός εναλλακτικού καινοτόμου πρωτοκόλλου πρόσβασης μέσου (MAC) μεταγωγής πακέτου, προσαρμοσμένου στις σύγχρονες ανάγκες ενός IP CDMA δικτύου τέταρτης γενιάς (4G).

Η ανάλυση της βιβλιογραφίας χωρίζεται σε δύο μέρη. Στο πρώτο μέρος, παρουσιάζονται οι γενικές αρχές αρχιτεκτονικής των σπουδαιότερων υπάρχοντων πρωτοκόλλων MAC. Στο δεύτερο μέρος, μελετώνται αλγόριθμοι ανάθεσης πόρων και προγραμματισμού των πακέτων στο στρώμα ζεύξης δεδομένων.

### **2.1 Γενικές αρχές αρχιτεκτονικής των πρωτοκόλλων MAC σε CDMA δίκτυα**

Η τεχνολογία WCDMA χρησιμοποιήθηκε ως κύρια τεχνολογία πρόσβασης στα δίκτυα τρίτης γενιάς και αναμένεται να πρωταγωνιστήσει εξίσου στα συστήματα τέταρτης γενιάς. Σε ένα 4G περιβάλλον, το κυβελωτό σύστημα WCDMA θεωρείται ότι συνδέεται με ένα δίκτυο κορμού, παράλληλα με άλλες τεχνολογίες πρόσβασης (WLANs, Bluetooth, Ultra-Wideband συστήματα). Ο σταθμός βάσης αποτελεί τον ακραίο δρομολογητή του δικτύου κορμού και είναι η αρμόδια οντότητα για το χειρισμό των ροών υπηρεσίας, ενώ το δίκτυο κορμού κρατείται απλό και περιορίζεται σε επίπεδο πακέτου. Όταν ένα κινητό τερματικό θέλει να αρχίσει μια σύνδεση, ο αντίστοιχος σταθμός βάσης είναι υπεύθυνος για την κατανομή των πόρων στον ασύρματο διάυλο της ζεύξης ανόδου. Στην διατριβή αυτή, το ενδιαφέρον εστιάζεται στην ζεύξη ανόδου, όπου η ανάθεση πόρων είναι πιο πολύπλοκη λόγω πολλαπλής πρόσβασης, σε σχέση με την ζεύξη καθόδου ευρείας εκπομπής.

Η αρχιτεκτονική της στοίβας πρωτοκόλλων ενός 4G WCDMA συστήματος, που βασίζεται στην IP τεχνολογία, φαίνεται στην Εικόνα 1.



Εικόνα 1: Στοιβά πρωτοκόλλων σε 4G WCDMA κυψελοτά δίκτυα

Ξεκινώντας από το στρώμα μεταφοράς, το πρωτόκολλο UDP είναι ιδανικό για υπηρεσίες ευαίσθητες στην καθυστέρηση, ενώ το TCP χρησιμοποιείται για τις αντίστοιχες, που είναι μεν ανεκτές στην καθυστέρηση, αλλά απαιτούν αξιόπιστη μετάδοση. Για μια υπηρεσία πραγματικού χρόνου, μπορούν να θεωρηθούν περιορισμένες αναμεταδόσεις από το UDP, που προσδιορίζονται από το όριο καθυστέρησης της υπηρεσίας. Εάν κάποιο πακέτο δεν παραδοθεί σωστά εντός του χρονικού αυτού ορίου, αχρηστεύεται και μαζί και τα υπόλοιπα πακέτα ζεύξης δεδομένων του UDP πακέτου. Για μια υπηρεσία μη πραγματικού χρόνου, δεδομένου ότι δεν είναι ευαίσθητη ως προς την καθυστέρηση και απαιτεί αξιόπιστη μετάδοση, άπειρες αναμεταδόσεις λαμβάνουν χώρα από το TCP μέχρι το πακέτο που χάθηκε να φτάσει σωστά στον σταθμό βάσης. Περισσότερες λεπτομέρειες για το ποιες υπηρεσίες απαιτούν ποιο πρωτόκολλο και τα αντίστοιχα χαρακτηριστικά μπορούν να αναζητηθούν στο Παράρτημα Β.

Η επίδραση του στρώματος δικτύου μπορεί να αγνοηθεί σε ό,τι αφορά την κατανομή των πόρων, καθώς το πρωτόκολλο IP «συνεισφέρει» μόνο ένα σταθερό επιπλέον φορτίο επικεφαλίδων στην όλη διαδικασία. Δηλαδή, το στρώμα μεταφοράς αλληλεπιδρά ουσιαστικά μόνο με το στρώμα ζεύξης δεδομένων για τον καθορισμό

της επίδοσης του συστήματος. Η ανάθεση των πόρων στο στρώμα ζεύξης δεδομένων θα αναλυθεί στο δεύτερο μέρος 2.2. Το στρώμα ζεύξης δεδομένων είναι, επιπλέον, υπεύθυνο για την αποκατάσταση λαθών, ώστε να υπάρχει αξιόπιστη μετάδοση στην επιρρεπή σε λάθη φυσική ζεύξη.

Ο έλεγχος λαθών από το στρώμα ζεύξης δεδομένων είναι ιδιαίτερα σημαντικός σε ασύρματα δίκτυα. Το πρωτόκολλο TCP έχει αναπτυχθεί για ενσύρματα δίκτυα με αξιόπιστες φυσικές ζεύξεις. Όταν μια σύνδεση TCP λαμβάνει χώρα σε ένα ασύρματο περιβάλλον, η επίδοσή της σε διέλευση υποβιβάζεται, καθότι το TCP θεωρεί τα χαμένα πακέτα που οφείλονται σε αναξιόπιστη μετάδοση ως ένδειξη συμφόρησης και χαμηλώνει το ρυθμό μετάδοσης και ακολούθως το αυξάνει, υποχρησιμοποιώντας το διαθέσιμο εύρος ζώνης. Από την άλλη μεριά, το UDP δεν περιέχει μηχανισμούς για να εξασφαλίσει την παράδοση εντός των χρονικών ορίων και γενικά να εγγυάται την ποιότητα υπηρεσίας QoS, αλλά στηρίζεται για αυτά στα κατώτερα στρώματα. Για να βελτιωθεί λοιπόν η επίδοση ενός συστήματος, που χρησιμοποιεί TCP/UDP σε ασύρματη ζεύξη, είναι απαραίτητο ένα σχήμα ελέγχου λαθών FEC/ARQ στο στρώμα ζεύξης δεδομένων.

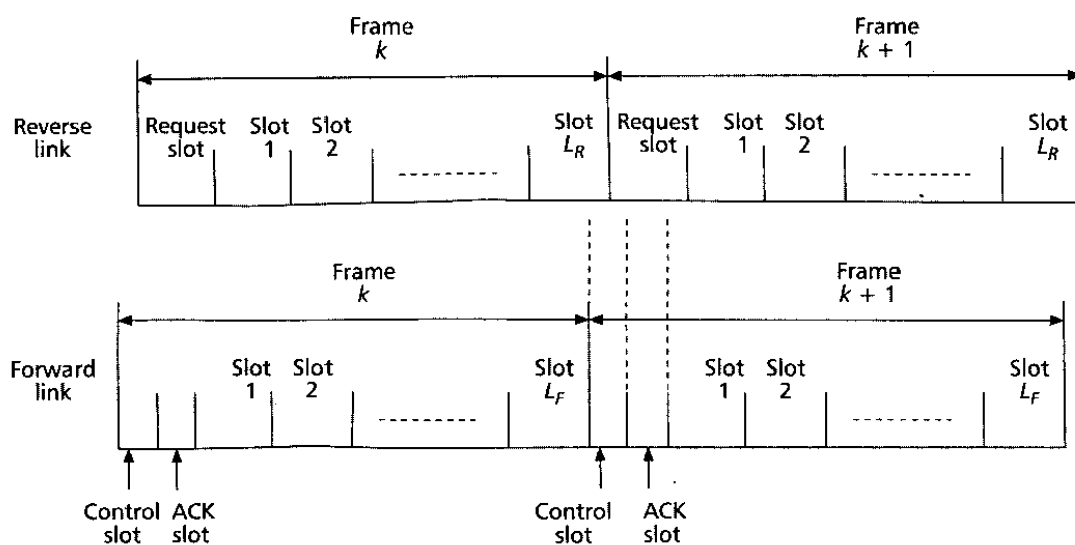
Υπάρχουν δύο αρχιτεκτονικές WCDMA, ανάλογα με την υλοποίηση στο στρώμα ζεύξης δεδομένων: καθαρή WCDMA και TD-CDMA. Κύρια διαφορά αποτελεί η δομή του πλαισίου χρόνου στο στρώμα ζεύξης δεδομένων. Σε ένα TD-CDMA σύστημα, το πλαίσιο χρόνου χωρίζεται σε χρονοσχισμές. Με τον τρόπο αυτό, ταυτόχρονες μεταδόσεις διαφόρων χρηστών λαμβάνουν χώρα σε κάθε χρονοσχισμή. Επομένως, ως ασύρματοι πόροι, θεωρούνται εξίσου οι χρονοσχισμές του πλαισίου και οι κωδικοί στην εκάστοτε χρονοσχισμή. Πρέπει να σημειωθεί πως ελάχιστη έρευνα έχει διεξαχθεί για δίκτυα TD-CDMA ([2], [3], [4]) και ακόμη λιγότερη για TD-CDMA δίκτυα τέταρτης γενιάς που βασίζονται στην IP τεχνολογία ([1]). Το μεγαλύτερο μέρος της βιβλιογραφίας αφορά δίκτυα καθαρής WCDMA τεχνολογίας ([5], [9], [11], [26], [30], [33], [37]). Στην πράξη συνήθως, ο χρονοπρογραμματισμός των πακέτων ζεύξης δεδομένων στα δίκτυα CDMA βασίζεται σε έναν συνδυασμό διαίρεσης χρόνου και διαίρεσης κώδικα ([39]), πρόκειται ουσιαστικά δηλαδή για TD-CDMA αρχιτεκτονική.

Ένας άλλος διαχωρισμός στην αρχιτεκτονική των πρωτοκόλλων γίνεται βάσει του εάν οι ζεύξεις ανόδου και καθόδου λειτουργούν σε διαφορετικές συχνότητες (FDD) ή στην ίδια με πολυπλεξία διαίρεσης χρόνου (TDD). Πρέπει να σημειωθεί πως η TDD λειτουργία ενδείκνυται σε περιβάλλοντα εσωτερικού χώρου μεγάλης πυκνότητας

κίνησης και για εφαρμογές με υψηλά ασύμμετρη κίνηση, ενώ η FDD λειτουργία για εφαρμογές σε κοινά περιβάλλοντα μακροκυψελών και μικροκυψελών.

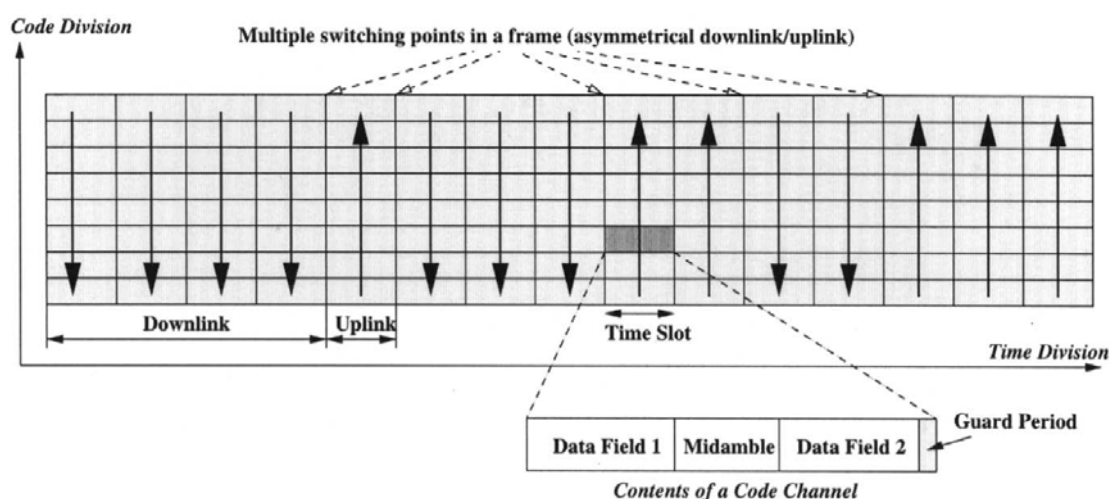
Στην [1] παρουσιάζεται μια αρχιτεκτονική FDD TD/CDMA. Στην Εικόνα 2 φαίνονται τα πλαίσια για την ζεύξη ανόδου και καθόδου. Η ίδια αρχιτεκτονική πλαισίου έχει εφαρμοστεί και στην [2], με τη διαφορά ότι στην [1] εξασφαλίζεται ότι η επιβεβαίωση ACK για τις μεταδόσεις της ζεύξης ανόδου αναμένεται να ληφθεί πριν το επόμενο πλαίσιο ζεύξης ανόδου. Όπως φαίνεται, έχουμε σταθερού μήκους πλαίσια και στις δύο ζεύξεις. Στην ζεύξη ανόδου, κάθε πλαίσιο χωρίζεται σε μια χρονοσχισμή για αιτήσεις, όπου γίνεται χρήση slotted ALOHA, και  $L_R$  χρονοσχισμές για μετάδοση πακέτων δεδομένων. Στην ζεύξη καθόδου, κάθε πλαίσιο χωρίζεται σε μια χρονοσχισμή ελέγχου, μια χρονοσχισμή για επιβεβαιώσεις ACK και  $L_F$  χρονοσχισμές για πακέτα δεδομένων. Τυχόν επιβεβαιώσεις για την ζεύξη καθόδου μεταδίδονται εμβόλιμα μέσω των πακέτων δεδομένων της ζεύξης ανόδου.

Εάν ο χρήστης γίνει δεκτός από τον σταθμό βάσης έπειτα από σχετική αίτησή του, λαμβάνει ειδοποίηση στην χρονοσχισμή ελέγχου του πλαισίου ζεύξης καθόδου, που ακολουθεί χρονικά του πλαισίου ζεύξης ανόδου στο οποίο έκανε την αίτηση, η οποία περιλαμβάνει χρονοσχισμή και κωδικό CDMA. Οι επιβεβαιώσεις ACK επαληθεύουν την ορθή λήψη των πακέτων του τελευταίου πλαισίου ζεύξης ανόδου. Από την Εικόνα 2 φαίνεται ότι η παράδοση του ACK εξασφαλίζεται πριν από οποιαδήποτε χρονοσχισμή δεδομένων του επόμενου πλαισίου ζεύξης ανόδου.



Εικόνα 2: Αρχιτεκτονική πλαισίου χρόνου για FDD ζεύξη ανόδου και καθόδου

Στην [3] αναφέρεται μια TDD αρχιτεκτονική πλαισίου, όπου ζεύξη ανόδου και καθόδου πολυπλέκονται στο χρόνο. Γενικά, το φορτίο των δύο ζεύξεων είναι ασύμμετρο, και δύναται να υπάρχουν πολλά σημεία μεταγωγής μεταξύ μεταδόσεων ανόδου και καθόδου. Σε κάθε χρονοσχισμή υπάρχουν πολλαπλοί κωδικοί και κάθε κωδικός αποτελείται από δυο πεδία δεδομένων, ένα μεσαίο τμήμα και μια περίοδο προστασίας (guard period). Παρόμοιες αρχιτεκτονικές εφαρμόζονται στις [4] και [5]. Στην Εικόνα 3 φαίνεται η TDD αρχιτεκτονική.



Εικόνα 3: Αρχιτεκτονική πλαισίου TDD TD-CDMA

## 2.2 Κατανομή πόρων και χρονοπρογραμματισμός

Στην πρώτο μέρος 2.1, περιγράφηκαν οι γενικές αρχές αρχιτεκτονικής των πρωτοκόλλων MAC της βιβλιογραφίας, πάνω στις οποίες μπορεί να σχεδιαστεί και να υλοποιηθεί οποιοσδήποτε αλγόριθμος ανάθεσης πόρων. Η ανάλυση των σπουδαιότερων στην βιβλιογραφία αλγορίθμων ανάθεσης πόρων αποτελεί το αντικείμενο της ενότητας αυτής. Η κατηγοριοποίηση τους θα γίνει με κριτήριο τον τρόπο χρήσης των ραδιοπόρων, ώστε να είναι εμφανής στην συνέχεια η υπεροχή του προτεινόμενου υβριδικού πολυρρυθμικού πρωτοκόλλου MAC.

### 2.2.1 Πρωτόκολλα MAC πολυκωδικής μετάδοσης MC-CDMA

Θεωρούμε ένα σύστημα με εύρος ζώνης  $W$ , όπου σε κάθε χρονοσχιμή (ή πλαίσιο) χρησιμοποιείται πολυπλεξία με σταθερό κέρδος εξάπλωσης  $G$ . Ο βασικός ρυθμός μετάδοσης προκύπτει τότε ως  $R_b = \frac{W}{G}$ . Στην πολυκωδική μετάδοση MC-CDMA ([1], [3]), χρησιμοποιούνται παραπάνω από ένας πομποδέκτες ανά τερματικό. Σε κάθε πομποδέκτη αντιστοιχεί ένα ρεύμα κίνησης, το οποίο χρησιμοποιεί τον βασικό ρυθμό μετάδοσης  $R_b$ . Εάν η διάρκεια της χρονοσχιμής ισούται με  $t$ , το σταθερό μέγεθος του πακέτου ζεύξης δεδομένων είναι  $L = R_b t$ .

Ο αλγόριθμος ανάθεσης πόρων του πρωτοκόλλου MAC, στην αναφορά [1], προσπαθεί να βάλει τα πακέτα ζεύξης δεδομένων της ίδιας ροής στην ίδια χρονοσχιμή χρησιμοποιώντας ορθογώνιους κωδικούς. Με τον τρόπο αυτό, τα πακέτα θα φτάσουν στον σταθμό βάσης χωρίς παρεμβολή μεταξύ τους, εφόσον υπόκεινται στο ίδιο περιβάλλον διάδοσης, αυξάνοντας την χωρητικότητα του συστήματος. Διάφοροι ρυθμοί μετάδοσης επιτυγχάνονται ανά τερματικό ανάλογα με τον αριθμό των κωδικών που του ανατίθενται. Ο μέγιστος ρυθμός, που μπορεί να ανατεθεί σε κάθε τερματικό, ισούται με το γινόμενο του βασικού ρυθμού  $R_b$  με τον αριθμό των πομποδεκτών που διαθέτει το τερματικό, δηλαδή προκύπτει όταν χρησιμοποιούνται όλοι οι πομποδέκτες. Διαφορετικοί χρήστες μεταδίδουν μη ορθογώνια σήματα ταυτόχρονα και η χωρητικότητα του συστήματος περιορίζεται από την παρεμβολή.

Ας θεωρηθεί πως  $m_i$  είναι ο στιγμιαίος αριθμός των πακέτων της ροής  $i$  που μεταδίδονται με ορθογώνιους κωδικούς MC-CDMA και  $\Gamma_i$  ο λόγος  $SINR$  για καθένα από τα  $m_i$  πακέτα. Αν υποτεθεί ότι υπάρχουν  $N$  ενεργές ροές υπηρεσίας, η κατανομή τους είναι εφικτή σε μια χρονοσχιμή μόνο όταν [1]

$$\sum_{i=1}^N \frac{m_i \Gamma_i}{G + m_i \Gamma_i} < 1 \quad (1)$$

Με την άφιξη λοιπόν ενός UDP πακέτου, τα  $m_i$  πακέτα ζεύξης δεδομένων του μεταδίδονται με  $\Gamma_i$  σε μια χρονοσχιμή, αν αυτό είναι δυνατόν. Στα επόμενα  $D_u - 1$

πλαίσια, αναμεταδίδεται κάθε πακέτο που μεταδόθηκε στο προηγούμενο πλαίσιο και δεν λήφθηκε σωστά από τον σταθμό βάσης. Σημειώνεται ότι  $D_u$  είναι η μέγιστη επιτρεπόμενη χρονική καθυστέρηση σε πλαίσια για υπηρεσίες που είναι ευαίσθητες στην καθυστέρηση. Εάν κάποιο από τα  $m_i$  δεν ληφθεί σωστά από τον σταθμό βάσης εντός  $D_u$  πλαισίων, το UDP πακέτο αχρηστεύεται. Για μια ροή υπηρεσίας μη πραγματικού χρόνου που έχει πακέτα προς μετάδοση, η παράμετρος  $D_u$  ισούται με  $\infty$ , ενώ ένας συγκεκριμένος αριθμός πακέτων ζεύξης δεδομένων προγραμματίζεται για μετάδοση σε κάθε πλαίσιο. Ο αριθμός αυτός αποτελεί ένα άνω όριο του  $m_i$  για τις ροές υπηρεσίας μη πραγματικού χρόνου. Όσον αφορά το σχήμα διαφοροποιημένων υπηρεσιών και τις αντίστοιχες προτεραιότητες, ο MAC χρονοπρογραμματιστής εγγυάται την μετάδοση όλων των πακέτων ζεύξης δεδομένων που υπολείπονται σε κάθε ροή υπηρεσίας πραγματικού χρόνου (νέα πακέτα και αναμεταδόσεις). Οι υπόλοιπες ροές εξυπηρετούνται στην συνέχεια με πόρους που τυχόν έχουν περισσέψει. Περισσότερες λεπτομέρειες μπορούν να αναζητηθούν στην [1].

Πρέπει να σημειωθεί πως η σχέση (1) ισχύει στην περίπτωση όπου το κινητό τερματικό δεν υπόκειται σε περιορισμό ισχύος. Στην [3], αποδεικνύεται ο τύπος (1) και επιπλέον δίνεται ένας τύπος στην περίπτωση που το κινητό χαρακτηρίζεται από μέγιστη ισχύ ανά κωδικό (στην περίπτωση αυτή το δεξί μέλος της σχέσης (1) μειώνεται κατά έναν παράγοντα  $\Delta$ ).

$$\sum_{i=1}^N \frac{m_i \Gamma_i}{G + m_i \Gamma_i} < 1 - \Delta \quad (2)$$

Περαιτέρω έρευνα στην [3] απέδειξε ότι η χωρητικότητα σε αριθμό κωδικών ανά χρονοσχισμή για όλα τα κινητά τερματικά γίνεται βέλτιστη (δηλαδή μέγιστη), όταν όλα τα τερματικά χρησιμοποιούν τον μέγιστο επιτρεπόμενο αριθμό κωδικών για να μεταδίδουν πακέτα. Αυτό μπορεί να ερμηνευτεί ως εξής. Αν τα κινητά τερματικά χρησιμοποιούν τον μέγιστο επιτρεπόμενο αριθμό κωδικών σε μια χρονοσχισμή, ελαχιστοποιείται ο αριθμός των διαφορετικών κινητών που μεταδίδουν στην χρονοσχισμή. Δεδομένου ότι οι κωδικοί που μεταδίδονται από το ίδιο κινητό μπορεί να είναι ορθογώνιοι, η παρεμβολή ελαχιστοποιείται. Επομένως, εάν ένα κινητό θέλει να μεταδώσει σε μια χρονοσχισμή (MC-CDMA), ο ρυθμός μετάδοσής του πρέπει να

είναι όσο δυνατόν μεγαλύτερος. Σύμφωνα με την λογική αυτή, μια χρονοσχισμή με πολλούς διαθέσιμους κωδικούς πρέπει να κρατείται για ένα κινητό τερματικό με πολλά πακέτα για μετάδοση. Επίσης, αποδεικνύεται πως η χωρητικότητα γίνεται βέλτιστη όταν πακέτα διαφορετικών απαιτήσεων *BER* ή *SINR* κατανέμονται σε διαφορετικές χρονοσχισμές.

### **2.2.2 Πρωτόκολλα MAC μεταβλητού κέρδους εξάπλωσης VSG-CDMA**

Στον αντίποδα της πολυκωδικής μετάδοσης MC-CDMA, υπάρχει ένας εναλλακτικός τρόπος για την υποστήριξη υπηρεσιών με μεγαλύτερο ρυθμό μετάδοσης, η μετάδοση με μεταβλητό κέρδος εξάπλωσης  $G$  ([6], [8], [9]). Στα VSG-CDMA συστήματα, χρησιμοποιείται μόνο ένας κωδικός ανά τερματικό, αλλά ο ρυθμός μετάδοσης  $R$  μεταβάλλεται αντιστρόφως ανάλογα με το μεταβλητό κέρδος εξάπλωσης  $G$  σύμφωνα με την σχέση  $R = \frac{W}{G}$ , όπου  $W$  το εύρος ζώνης. Επομένως, όταν απαιτούνται υψηλότεροι ρυθμοί μετάδοσης από τον βασικό ρυθμό  $R_b$ , το κέρδος εξάπλωσης μειώνεται, σε αντίθεση με τα MC-CDMA συστήματα που το κέρδος εξάπλωσης παραμένει σταθερό, αλλά περισσότεροι του ενός κωδικοί δίνονται σε κάθε χρήστη.

Στην περίπτωση των VSG-CDMA συστημάτων, τόσο η ισχύς όσο και το κέρδος εξάπλωσης μεταβάλλονται ανάλογα με τις απαιτήσεις των υπηρεσιών. Για παράδειγμα, δύο υπηρεσίες με ρυθμούς  $R$  και  $nR$  θα έχουν αντίστοιχα κέρδη εξάπλωσης  $G$  και  $G/n$ . Οι χρήστες λοιπόν λαμβάνουν επίπεδα ισχύος σύμφωνα με τους αιτούμενους ρυθμούς μετάδοσης και τις απαιτήσεις τους σε ποιότητα υπηρεσίας. Περισσότερα για τα VSG-CDMA συστήματα μπορούν να αναζητηθούν στις [6], [7], [8]. Στο σημείο αυτό, πρέπει να αναφερθεί μια σχέση ανάλογη με την (1), που καθορίζει το κατά πόσο είναι εφικτή η κατανομή ενός συνόλου από ρυθμούς μετάδοσης σε έναν αριθμό κινητών τερματικών, δεδομένων των απαιτήσεων σε ποιότητα υπηρεσίας ([9]).

Έστω λοιπόν μια κυψέλη CDMA (η διακυψελική παρεμβολή δεν εξετάζεται) και  $N$  ο αριθμός των χρηστών σε αυτήν (η διαδικασία αυτή μπορεί να εφαρμοστεί και ως έλεγχος αποδοχής σύνδεσης  $N$  χρηστών με συγκεκριμένες απαιτήσεις σε ποιότητα



υπηρεσίας). Κάθε χρήστης έχει συγκεκριμένη απαίτηση σε ποιότητα υπηρεσίας, που εκφράζεται υπό την μορφή ενός ελάχιστου ανεκτού  $BER$ , που εύκολα μεταφράζεται σε λόγο  $E_b/N_0$ . Αν υποθεθεί πως κάθε χρήστης  $i$  έχει ισχύ μετάδοσης  $P_i$ , ρυθμό μετάδοσης  $R_i$ , ελάχιστο ανεκτό λόγο  $E_b/N_0$   $\gamma_i$ , ελάχιστο απαιτούμενο ρυθμό μετάδοσης  $r_i$  και κέρδος του ασύρματου καναλιού  $h_i$ , η βέλτιστη λύση, όπου έχουμε ελαχιστοποίηση ισχύος  $E_b/N_0 = \gamma_i$  και ικανοποίηση των απαιτήσεων σε διέλευση  $R_i = r_i$  για όλα τα κινητά τερματικά  $i \in \{1, \dots, N\}$ , είναι εφικτή όταν:

$$\sum_{i=1}^N \frac{1}{\left(\frac{W}{r_i \gamma_i} + 1\right)} < 1 \quad (3)$$

όπου  $W$  είναι το συνολικό εύρος ζώνης. Η σχέση (3) ισχύει στην περίπτωση που το κινητό τερματικό δεν έχει περιορισμό στην ισχύ μετάδοσης. Εάν κάθε κινητό τερματικό έχει μέγιστο επίπεδο ισχύος  $p_i$ , το δεξί μέλος της σχέσης (3) μειώνεται κατά έναν παράγοντα  $\Delta$ . Στην [9] μπορεί να αναζητηθεί η πλήρης απόδειξη της σχέσης, ενώ στην [6] υπάρχει μια προσέγγιση που λαμβάνει υπόψη την διακυβελική παρεμβολή μέσω του κλάσματος επαναχρησιμοποίησης  $f$  (λόγος της συνολικής ισχύος που λαμβάνεται από τις άλλες κυψέλες προς τη συνολική ισχύ που λαμβάνεται από την ίδια την κυψέλη). Είναι φανερή η ομοιότητα της σχέσης (1) με την σχέση (3).

### 2.2.3 Πρωτόκολλα MAC μεγιστοποίησης της διέλευσης

Τα πρωτόκολλα MAC της ενότητας αυτής ([7], [9], [32], [33]) προσπαθούν να μεγιστοποιήσουν την διέλευση, δηλαδή το άθροισμα των ρυθμών μετάδοσης των χρηστών, στην χρονοσχισμή. Τελικός σκοπός είναι η ανάθεση σε κάθε χρήστη της καλύτερης δυνατής διέλευσης δεδομένων των προκαθορισμένων περιορισμών ([9]). Πρόκειται ουσιαστικά για προέκταση των VSG-CDMA συστημάτων. Στην παράγραφο 2.2.2, αναφέρθηκε η αναγκαία και ικανή συνθήκη (3), ώστε να είναι εφικτή η κατανομή πόρων σε  $N$  τερματικά με κάθε χρήστη  $n$  να έχει ισχύ μετάδοσης  $P_n$ , ρυθμό μετάδοσης  $R_n$ , ελάχιστο ανεκτό λόγο  $E_b/N_0$   $\gamma_n$ , ελάχιστο

απαιτούμενο ρυθμό μετάδοσης  $r_n$  και κέρδος του ασύρματου καναλιού  $h_n$ . Οι παράμετροι  $W$ ,  $I_{inter}$ ,  $N_0$  συμβολίζουν το συνολικό εύρος ζώνης, την διακυψελική παρεμβολή (εφόσον υπάρχει) και την φασματική πυκνότητα θορύβου. Επιπλέον, ορίζεται η λαμβανόμενη ισχύς του τερματικού  $n$  στο σταθμό βάσης ως  $Q_n = P_n h_n$ . Αποδεικνύεται στην [9] πως ο ρυθμός μετάδοσης κάθε χρήστη  $n$  δίνεται συναρτήσει των λαμβανόμενων ισχύων  $Q_n$  ( $n \in \{1, \dots, N\}$ ) μέσω της σχέσης

$$R_n = \frac{W}{\gamma_n} \frac{Q_n}{\left( \sum_{\substack{j=1 \\ j \neq n}}^N Q_j + I_{inter} + N_0 W \right)} \quad (4)$$

Απαραίτητη προϋπόθεση για την μεγιστοποίηση της διέλευσης παραμένει η συνθήκη (3), όπου εάν κάθε κινητό τερματικό έχει μέγιστο επίπεδο λαμβανόμενης ισχύος  $q_n$ , το δεξί μέλος της μειώνεται κατά έναν παράγοντα  $\Delta$ . Σημειώνεται πως εξαιρούνται της μεγιστοποίησης τα τερματικά που απαιτούν σταθερό ρυθμό μετάδοσης. Το κριτήριο της μεγιστοποίησης της διέλευσης αφορά την μεγιστοποίηση του αθροίσματος των ρυθμών μετάδοσης (4) των  $N$  τερματικών και διατυπώνεται ως εξής:

Να βρεθεί το διάνυσμα  $Q = [Q_1, \dots, Q_N]$ , ώστε να μεγιστοποιηθεί η συνολική διέλευση του συστήματος στη χρονοσχισμή

$$\begin{aligned} & \text{Maximize} \quad \sum_{n=1}^N R_n \Rightarrow \\ & \text{Maximize} \quad \sum_{n=1}^N \frac{W}{\gamma_n} \frac{Q_n}{\left( \sum_{\substack{j=1 \\ j \neq n}}^N Q_j + I_{inter} + N_0 W \right)} \quad (5) \end{aligned}$$

δεδομένων των περιορισμών

$$0 < Q_n \leq q_n \quad \forall n \in \{1, \dots, N\} \quad (6)$$

$$\frac{W}{\gamma_n} \frac{Q_n}{\left( \sum_{\substack{j=1 \\ j \neq n}}^N Q_j + I_{inter} + N_0 W \right)} \geq r_n \quad \forall n \in \{1, \dots, N\} \quad (7)$$

Όπως φαίνεται από την σχέση (5), η αντικειμενική συνάρτηση, που πρέπει να μεγιστοποιηθεί, είναι μη γραμμική ως προς τις μεταβλητές του διανύσματος  $Q = [Q_1, \dots, Q_N]$  και τα προβλήματα μη γραμμικού προγραμματισμού είναι γενικά δύσκολο να επιλυθούν. Στην περίπτωση αυτή όμως, οι περιορισμοί (6) και (7) είναι γραμμικές συναρτήσεις ως προς τις μεταβλητές του διανύσματος  $Q = [Q_1, \dots, Q_N]$  και υπάρχουν αποδοτικές μέθοδοι, ανάλογες εκείνων του γραμμικού προγραμματισμού, για την επίλυση τέτοιων προβλημάτων. Επιπλέον, η αντικειμενική συνάρτηση είναι κυρτή σε καθεμία από τις μεταβλητές. Αυτό περιορίζει το χώρο έρευνας της λύσης στις επιφάνειες ενός πολύεδρου, που ορίζεται από τους περιορισμούς. Η συνθήκη για μια μη άδεια εφικτή περιοχή είναι η συνθήκη (3), η οποία πρέπει να ελεγχθεί εκ των προτέρων. Εάν αυτή ικανοποιείται, το αντίστοιχο διάνυσμα ισχύος επιλέγεται ως αρχική επανάληψη στο πρόβλημα βελτιστοποίησης. Περισσότερα για την επίλυση του προβλήματος μπορούν να αναζητηθούν στην [9], ενώ πληροφορίες για την θεωρία βελτιστοποίησης και τους σχετικούς όρους βρίσκονται στο Παράρτημα Α. Η κυρτότητα της αντικειμενικής συνάρτησης διευκολύνει, επομένως, την επίλυση της μεγιστοποίησης της διέλευσης, δίχως να απαιτείται η χρήση ενός αλγορίθμου βελτιστοποίησης. Η μέγιστη τιμή σε μια κυρτή συνάρτηση βρίσκεται πάντοτε στο όριο, δηλαδή στην οριακή τιμή που καθορίζεται από τους περιορισμούς του προβλήματος. Στην αναφορά [33] γίνεται εκτενής μελέτη όλων των πιθανών περιπτώσεων:

- Απεριόριστος συνεχής ρυθμός μετάδοσης και περιορισμένη μέγιστη ισχύς. Η βέλτιστη λύση, που μεγιστοποιεί την συνολική διέλευση, είναι όταν ισχύει

$$Q_n^* \in \{0, q_n\} \quad \forall n \in \{1, \dots, N\} \quad (8)$$

δηλαδή όταν το τερματικό είτε μεταδίδει με μέγιστη ισχύ είτε δεν μεταδίδει καθόλου. Σημειώνεται πως με αστερίσκο συμβολίζεται η λαμβανόμενη ισχύς που οδηγεί στην βέλτιστη λύση. Ο ευρετικός αλγόριθμος, που μπορεί να

χρησιμοποιηθεί, επιλέγει τα τερματικά με φθίνουσα σειρά προτεραιότητας, που ορίζεται βάσει της λαμβανόμενης στον σταθμό βάσης ισχύος, και αναθέτει πόρους θεωρώντας πως αυτά μεταδίδουν με πλήρη ισχύ. Δηλαδή, ο χρήστης με την μεγαλύτερη λαμβανόμενη ισχύ έχει την υψηλότερη προτεραιότητα για μετάδοση, και πρέπει να του ανατεθούν πόροι ώστε να μεταδώσει με μέγιστη ισχύ, εφόσον υπάρχει διαθέσιμη χωρητικότητα (συνθήκη (3)).

- Περιορισμένος συνεχής ρυθμός μετάδοσης και περιορισμένη μέγιστη ισχύς. Έστω ότι  $I_M, I_P, I_R$  τα σύνολα των χρηστών που λειτουργούν στο όριο του ρυθμού (μέγιστος ρυθμός), στο όριο της ισχύος (μέγιστη ισχύς) και όχι στο όριο του ρυθμού, και σε κανένα από τα δύο όρια. Η βέλτιστη λύση συμβαίνει όταν το τερματικό  $n \in I_M \cup I_P$ . Πιο αναλυτικά, η βέλτιστη λύση είναι η εξής:

$$Q_n^* = Q_M \quad \forall n \in I_M \quad (9)$$

$$Q_n^* = q_n \quad \forall n \in I_P \quad (10)$$

$$Q_n^* = Q_R \quad \forall n \in I_R \quad (11)$$

$$k_R \leq 1 \quad (12)$$

όπου  $Q_M$  είναι η λαμβανόμενη ισχύς που αντιστοιχεί στον μέγιστο ρυθμό,  $Q_R$  η λαμβανόμενη ισχύς του τερματικού στο  $I_R$  και  $k_R$  ο αριθμός των τερματικών στο  $I_R$ . Οι σχέσεις (9)-(12) δηλώνουν πως η μέγιστη διέλευση επιτυγχάνεται με  $k_M$  χρήστες στο όριο του ρυθμού, ο καθένας με την ίδια λαμβανόμενη ισχύ  $Q_M$ , με τους επόμενους  $k_P$  χρήστες στο όριο της ισχύος (να μεταδίδουν με  $q_n$ ) και με έναν το πολύ χρήστη με λαμβανόμενη ισχύ  $Q_R$  που δεν είναι σε κανένα όριο. Η συνθήκη (3) ελέγχει την χωρητικότητα της χρονοσχισμής.

- Περιορισμένος διακριτός ρυθμός μετάδοσης και περιορισμένη μέγιστη ισχύς. Στην περίπτωση αυτή, προτείνεται να κατασκευαστεί ένας πίνακας με όλα τα

πιθανά διανύσματα ρυθμών μετάδοσης των  $N$  τερματικών, που ικανοποιούν την συνθήκη (3), και τα αντίστοιχα διανύσματα λαμβανόμενης ισχύος που απαιτούνται. Έτσι, ο ευρετικός αλγόριθμος αναζητά στον πίνακα το διάνυσμα των ρυθμών μετάδοσης που μεγιστοποιεί την διέλευση, για το οποίο όμως το αντίστοιχο διάνυσμα λαμβανόμενης ισχύος πρέπει να ικανοποιεί τον περιορισμό της μέγιστης λαμβανόμενης ισχύος.

- Τέλος, αποδεικνύεται πως η αύξηση του μέγιστου επιτρεπόμενου αριθμού κωδικών ανά τερματικό (αριθμός πομποδεκτών), πέραν μιας αρκετά μεγάλης τιμής, δεν οδηγεί σε ουσιαστική αύξηση της διέλευσης.

Τα συμπεράσματα για τις δύο πρώτες περιπτώσεις (συνεχής ρυθμός μετάδοσης) επιβεβαιώνονται και στις αναφορές [32], [34], όπου υλοποιούνται όμοιοι ευρετικοί αλγόριθμοι ανάθεσης πόρων. Οι αλγόριθμοι αυτοί ανήκουν σε μια κατηγορία αλγορίθμων, που ονομάζονται «άπληστοι», επειδή πριμοδοτούν πάντα τον «καλύτερο» χρήστη, χωρίς να μεριμνούν για δικαιοσύνη μεταξύ των χρηστών. Σε ό,τι αφορά την τρίτη περίπτωση, του διακριτού ρυθμού, προτείνεται στην [30] μια εναλλακτική προσέγγιση, όπου η επιλογή των χρηστών γίνεται με συνήθεις αλγορίθμους χρονοπρογραμματισμού (πρώτος εντός πρώτος εκτός (fifo), κυκλικός (round robin), ο μικρότερος πρώτος εκτός (sfo)). Η κατανομή αρχίζει από τον χρήστη στην κορυφή της ουράς με την ανάθεση ενός μέγιστου ρυθμού από το διακριτό σύνολο των ρυθμών, με τους περιορισμούς των υπολειπόμενων πακέτων στον καταχωρητή του χρήστη και του διαθέσιμου εύρους ζώνης στην χρονοσχισμή.

#### ***2.2.4 Πρωτόκολλα MAC με έμφαση στην δικαιοσύνη***

Η επιλογή του ρυθμού μετάδοσης του κάθε τερματικού είναι γενικά μια δύσκολη υπόθεση. Εάν ανατεθεί σε ένα τερματικό ένας υψηλός ρυθμός μετάδοσης, απαιτείται υψηλό επίπεδο ισχύος, που προκαλεί μεγαλύτερη παρεμβολή στους υπόλοιπους χρήστες και οδηγεί σε μικρή χρησιμοποίηση πόρων από μεριά τους και χαμηλή δικαιοσύνη. Από την άλλη μεριά, ένας χαμηλός ρυθμός μετάδοσης επιτρέπει μεν σε περισσότερους χρήστες να μεταδώσουν, αυξάνοντας την δικαιοσύνη, αλλά μειώνει την διέλευση και επιμηκύνει το χρονικό διάστημα μετάδοσης και παρεμβολής, οδηγώντας εκ νέου σε υποχρησιμοποίηση των πόρων. Η σχεδίαση ενός αποδοτικού

πρωτοκόλλου απαιτεί την βέλτιστη ισορροπία μεταξύ ενός αριθμού ανταγωνιστικών στόχων, π.χ. διέλευσης και δικαιοσύνης.

Η συνήθης προσέγγιση που ακολουθείται είναι η μεγιστοποίηση της διέλευσης και η προσπάθεια αποζημίωσης των χρηστών που αδικούνται μακροπρόθεσμα, μέσω της επιλογής ενός διαφορετικού κάθε φορά συνόλου χρηστών που μεταδίδουν. Στην αναφορά [30], οι χρήστες ταξινομούνται σε ουρά μέσω τριών πολιτικών (fifo, round robin, sfo) και η ανάθεση αρχίζει από τον χρήστη στην κορυφή της ουράς με απόδοση του υψηλότερου ρυθμού από ένα διακριτό σύνολο, δεδομένων φυσικά των πακέτων προς αποστολή και της διαθέσιμης χωρητικότητας. Στην [34], η ταξινόμηση γίνεται βάσει της λαμβανόμενης ισχύος στον σταθμό βάσης, ώστε να γίνεται χρήση των συνθηκών διάδοσης στον ασύρματο δίαυλο και να πριμοδοτούνται οι χρήστες με ισχυρό σήμα, αλλά κάθε χρήστης που μεταδίδει με μέγιστη ισχύ διαγράφεται για ορισμένο χρονικό διάστημα από το σύνολο των υποψηφίων για μετάδοση χρηστών. Η μέθοδος αυτή συγκρίνεται με ένα σχήμα ισόποσης κατανομής των πόρων σε όλους τους χρήστες και τον αλγόριθμο round robin.

Μια εναλλακτική προσέγγιση ακολουθείται στην [37], όπου χρησιμοποιούνται προκαθορισμένα βάρη δικαιοσύνης στους χρήστες με την χρήση επιπρόσθετων περιορισμών στο πρόβλημα. Το πρόβλημα μετασχηματίζεται σε μεγιστοποίηση του αθροίσματος σταθμισμένων με βάρη ρυθμών μετάδοσης, που εξαρτώνται από τα βάρη δικαιοσύνης. Τέλος, υπάρχουν εργασίες που χρησιμοποιούν πιο δίκαιους αλγορίθμους για τον προσδιορισμό του ρυθμού μετάδοσης κάθε τερματικού, όπως η [38] με τον αλγόριθμο αναλογικής δικαιοσύνης PF (proportional fairness) και οι [11], [26] με τον αλγόριθμο GPS (generalized processor sharing).

### **2.2.5 Πρωτόκολλα MAC υβριδικής μετάδοσης**

Στα υβριδικά σχήματα, συνδυάζονται οι MC-CDMA και VSG-CDMA μεταδόσεις. Αυτό σημαίνει πως γίνεται ανάθεση σε κάθε τερματικό ενός αριθμού κωδικών CDMA με μεταβλητό κέρδος εξάπλωσης. Τα υβριδικά πρωτόκολλα παρέχουν μεγαλύτερη ευελιξία και χρησιμοποιούν αποδοτικότερα τους ασύρματους πόρους, καθώς αυξάνεται το σύνολο των διαθέσιμων ρυθμών μετάδοσης του τερματικού όσο αυξάνεται ο αριθμός των πομποδεκτών. Πρέπει να σημειωθεί πως, σύμφωνα με την

έως τώρα βιβλιογραφική αναζήτηση, ελάχιστη έρευνα έχει διεξαχθεί προς την κατεύθυνση αυτή.

Στην [10] παρουσιάζεται ένας ευρετικός αλγόριθμος για την ζεύξη καθόδου, που διαχωρίζει ως δυο ξεχωριστά προβλήματα την αποδοχή των κωδικών και την ανάθεση-κατανομή τους στους χρήστες. Ο αλγόριθμος πρώτα καθορίζει το σύνολο των αποδεκτών κωδικών, που είναι διαφόρων κερδών εξάπλωσης, χρησιμοποιώντας κάποια κριτήρια που βασίζονται στην παρεμβολή που προκαλείται στους άλλους κωδικούς και στο σύστημα γενικότερα. Έπειτα, οι κωδικοί αυτοί ανατίθενται κατάλληλα στους χρήστες, ώστε να ικανοποιούνται τα απαιτούμενα κατώφλιά τους σε ρυθμό μετάδοσης.

Οι αναφορές [11] και [26] αναπτύσσουν ένα νέο πρωτόκολλο MAC για την ζεύξη ανόδου σε ασύρματα δίκτυα FDD CDMA. Στο πρωτόκολλο αυτό, θεωρούνται μεταδόσεις MC και VSG εξίσου, όπου οι κωδικοί προέρχονται από ένα δέντρο OVSF κωδικών, με  $M$  επίπεδα ορθογώνιων κωδικών. Η ανάλυση γίνεται σε επίπεδο κωδικού και αναζητείται η ισχύς κάθε κωδικού που χρησιμοποιείται από τον εκάστοτε χρήστη. Η επίλυση του προβλήματος βασίζεται στην ελαχιστοποίηση της λαμβανόμενης στο σταθμό βάσης ισχύος οποιουδήποτε κωδικού χρήστη, που μεταδίδεται ταυτόχρονα με άλλους κωδικούς, ώστε να εξασφαλίζονται οι απαιτήσεις αυτών σε  $BER$  και  $E_b/N_0$ . Η εφικτότητα της κατανομής καθορίζεται από την σχέση (3), με την διαφορά ότι το μέγεθος  $r_i$  εκφράζει τον συνολικό ρυθμό μετάδοσης του τερματικού  $i$ , δηλαδή το άθροισμα των ρυθμών μετάδοσης όλων των ανατιθέμενων κωδικών. Επίσης, χρησιμοποιείται ένα σχήμα GPS για τον χρονοπρογραμματισμό της μετάδοσης των πακέτων σύμφωνα με τις απαιτήσεις σε ποιότητα υπηρεσίας.

Για την αποδοχή των συνδέσεων πραγματικού χρόνου, γίνεται χρήση ενός αλγορίθμου ελέγχου αποδοχής σύνδεσης (CAC), με κύριο χαρακτηριστικό ότι ανήκει στην κατηγορία των σχημάτων ενεργού εύρους ζώνης (effective bandwidth-based), δηλαδή χρησιμοποιεί μια εκτίμηση του απαιτούμενου εύρους ζώνης της νέας σύνδεσης, καθώς λόγω εκρηκτικότητας της κίνησης είναι δύσκολος ο προσδιορισμός του σε πραγματικό χρόνο. Το σχήμα ελέγχου αποδοχής λαμβάνει υπόψη του την κατανομή ελαχίστου ισχύος (σχέση (3)) και χρησιμοποιεί την μέση τιμή και διακύμανση της κανονικοποιημένης χωρητικότητας που προκύπτει από αυτήν. Η έννοια της κανονικοποιημένης χωρητικότητας ορίζεται στην παράγραφο 4.2. Οι ροές

υπηρεσιών μη πραγματικού χρόνου λαμβάνουν πόρους όταν και εάν αυτό είναι εφικτό και δεν χρησιμοποιείται έλεγχος αποδοχής για αυτές.

### 2.3 Συγκριτική μελέτη πρωτοκόλλων MAC

Το αντικείμενο της παραγράφου αυτής είναι η σύγκριση των πρωτοκόλλων, που παρουσιάστηκαν στην 2.2. Έμφαση δίνεται στα αδύνατα σημεία κάθε πρωτοκόλλου. Η διαδικασία αυτή είναι πολύ χρήσιμη για το σχεδιασμό του νέου υβριδικού πολυρρυθμικού πρωτοκόλλου, που θα παρουσιαστεί στην διατριβή, καθώς πρέπει να δίνει απαντήσεις στις περισσότερες αδυναμίες, εάν όχι σε όλες, των υπαρχόντων πρωτοκόλλων.

Ένα κύριο μειονέκτημα της MC-CDMA μετάδοσης είναι ότι το πλεονέκτημά της βασίζεται στην ορθογωνιότητα των κωδικών και η επίδραση των πολλαπλών διαδρομών μπορεί να καταστρέψει την ορθογωνιότητα αυτή. Επιπλέον, η πολυπλοκότητα του υλικού, που εισάγεται με τον απαιτούμενο αριθμό πομποδεκτών, περιορίζει τον αριθμό των ορθογώνιων κωδικών που μπορούν να χρησιμοποιηθούν σε σύγχρονη μετάδοση από το τερματικό και επομένως τον ρυθμό μετάδοσης. Υπενθυμίζεται πως κάθε πομποδέκτης μεταδίδει με τον βασικό ρυθμό μετάδοσης  $R_b$ . Για ασύγχρονη μετάδοση, οι ορθογώνιοι κωδικοί έχουν μικρό αποτέλεσμα. Γενικά, προτείνεται ([12]) η χρήση από το κινητό τερματικό ψευδοτυχαίων κωδικών για ασύγχρονη μετάδοση και ορθογώνιων για σύγχρονη μετάδοση.

Στην VSG-CDMA μετάδοση, κύριο μειονέκτημα αποτελεί ότι ο μέγιστος ρυθμός μετάδοσης περιορίζεται από ένα ελάχιστο αποδεκτό κέρδος εξάπλωσης. Επιπλέον, ο ρυθμός μετάδοσης ανήκει σε ένα σύνολο διακριτών ακεραίων αριθμών, επειδή εξαρτάται από το μήκος του κωδικού. Στην βιβλιογραφία, όμως, αντιμετωπίζεται ως πραγματικός αριθμός. Ακόμα όμως και στην θεωρητική περίπτωση που αντιμετωπίζεται ως διακριτός, είναι δυνατόν να ανατεθεί σε έναν χρήστη ένας κωδικός με ρυθμό πολύ μεγαλύτερο από αυτόν που ζήτησε. Τα VSG-CDMA δίκτυα χαρακτηρίζονται από αυξημένο φορτίο σηματοδοσίας, αφού ο δέκτης πρέπει να ενημερώνεται για τυχόν αλλαγές στο κέρδος εξάπλωσης. Ένα άλλο μειονέκτημα είναι η υψηλή παρεμβολή πολλαπλής διαδρομής (που οφείλεται στη διασυμβολική παρεμβολή ISI) για κωδικούς με μικρό κέρδος εξάπλωσης και ότι δεν καταστέλλουν



αποδοτικά την παρεμβολή από τους άλλους χρήστες. Επίσης, κινητά τερματικά υψηλής ισχύος (που τυπικά χρησιμοποιούν μικρά κέρδη εξάπλωσης) μπορούν να υποβαθμίσουν την επίδοση των κινητών χαμηλής ισχύος.

Η MC-CDMA προσέγγιση θεωρείται ελαφρώς καλύτερη από την VSG-CDMA. Ο Πίνακας 1 ανακεφαλαιώνει τα πλεονεκτήματα και μειονεκτήματα των δύο προσεγγίσεων.

**Πίνακας 1:** Πλεονεκτήματα και μειονεκτήματα VSG-CDMA και MC-CDMA προσεγγίσεων.

	VSG-CDMA	MC-CDMA
Παρεμβολή πολλαπλής διαδρομής	Υψηλός ρυθμός->υψηλή ISI	Καμία επίδραση
Παρεμβολή πολλαπλής πρόσβασης	Αυξάνει με τον ρυθμό μετάδοσης	Αυξάνει με τον αριθμό των καναλιών
Πολυπλοκότητα υλικού-υλοποίησης	Επιπλέον ταλαντωτής	RAKE δέκτης για κάθε κανάλι
Επιπλέον φορτίο σηματοδοσίας	Μήνυμα για αλλαγή στο κέρδος εξάπλωσης	Όχι απαραίτητα
Έλεγχος ισχύος	Υψηλής απόδοσης	Υψηλής απόδοσης
Επίδοση	Εξαρτάται από κωδικούς εξάπλωσης	Εξαρτάται από CDMA κανάλια

Τα πρωτόκολλα μεγιστοποίησης της διέλευσης θεωρούνται μέχρι στιγμής τα πιο αποτελεσματικά, αλλά έχουν ως κύριο μειονέκτημα ότι χρησιμοποιούν συνήθως «άπληστους» αλγορίθμους, που οδηγούν σε χαμηλή δικαιοσύνη μεταξύ των χρηστών. Επιπλέον, όπως και στην VSG-CDMA μετάδοση, οι διαθέσιμοι ρυθμοί μετάδοσης ανήκουν τυπικά σε ένα διακριτό σύνολο τιμών. Ο ρυθμός μετάδοσης που ανατίθεται σε ένα τερματικό με την μεγιστοποίηση της διέλευσης πρέπει να στρογγυλοποιηθεί στην αμέσως χαμηλότερη στάθμη. Η προσέγγιση αυτή, όμως, μπορεί να οδηγήσει σε υποχρησιμοποίηση του εύρους ζώνης. Μια εναλλακτική αντιμετώπιση θα ήταν να αποθηκευτούν τα υποψηφία διανύσματα ρυθμών μετάδοσης ως πληροφορία και να ελέγχονται σε κάθε ανάθεση πόρων. Η διαδικασία αυτή είναι επίπονη προγραμματιστικά, καθώς το διακριτό σύνολο αυξάνει με το ύψος του δέντρου (ως δύναμη του 2) και ο αριθμός των υποψηφίων διανυσμάτων ισούται με την δύναμη

που έχει βάση το μέγεθος του διακριτού συνόλου και εκθέτη τον αριθμό των τερματικών.

Τα πρωτόκολλα με έμφαση στην δικαιοσύνη δημιουργήθηκαν για να προσφέρουν μεγαλύτερη δικαιοσύνη συγκριτικά με τους άπληστους αλγόριθμους. Οι περισσότεροι αλγόριθμοι μεγιστοποιούν την διέλευση και επιλέγουν ένα διαφορετικό κάθε φορά σύνολο χρηστών που μεταδίδουν βάσει των συνθηκών διάδοσης ή με κάποιο γνωστό αλγόριθμο χρονοπρογραμματισμού (fifo, round robin κτλ.), και όχι σύμφωνα με τις απαιτήσεις σε ποιότητα υπηρεσίας. Το γεγονός αυτό μπορεί να οδηγήσει σε υποβάθμιση της ποιότητας υπηρεσίας, π.χ. ένας χρήστης με αδύνατο σήμα θα στερηθεί την δυνατότητα μετάδοσης, ακόμα και εάν τα πακέτα του κινδυνεύουν να μην παραδοθούν εντός των ορίων καθυστέρησης και να αχρηστευθούν. Εάν χρησιμοποιηθούν βάρη δικαιοσύνης ([37]), το πρόβλημα καταλήγει σε μια μεγιστοποίηση διέλευσης με βάρη, όπου σε κάθε ρυθμό μετάδοσης τερματικού αντιστοιχεί και ένα βάρος. Τα βέλτιστα αυτά βάρη δεν είναι δυνατόν να είναι γνωστά εκ των προτέρων, καθώς εξαρτώνται από τις μεταβαλλόμενες συνθήκες διάδοσης και τον μεταβλητό αριθμό χρηστών και πρέπει να χρησιμοποιηθεί μια στοχαστική προσέγγιση, μέσω ενός αλγόριθμου που τρέχει σε πραγματικό χρόνο, για την εύρεσή τους. Η στοχαστική αυτή προσέγγιση εισάγει επιπλέον πολυπλοκότητα και πιθανόν σφάλματα λόγω της τυχαιότητας. Τέλος, κάποια πρωτόκολλα χρησιμοποιούν πιο δίκαιους αλγόριθμους ανάθεσης πόρων (GPS, PF), αλλά υστερούν στο ότι δεν μεγιστοποιούν την χρησιμοποίηση των πόρων του συστήματος.

Τα πρωτόκολλα υβριδικής μετάδοσης κληρονομούν το πρόβλημα του διακριτού συνόλου των διαθέσιμων ρυθμών μετάδοσης. Φυσικά, η κατάσταση είναι σαφώς καλύτερη από την VSG-CDMA περίπτωση, καθώς οι στάθμες είναι περισσότερες και αυξάνονται με την αύξηση του αριθμού των πομποδεκτών του τερματικού. Ένα άλλο μειονέκτημα είναι ότι η ανάλυση που ακολουθείται γίνεται σε επίπεδο κωδικού και όχι τερματικού. Ο σταθμός βάσης επιλέγει και επιστρέφει σε κάθε τερματικό αναλυτικά τους κωδικούς και το κέρδος εξάπλωσης ανά κωδικό. Η προσέγγιση αυτή έχει το μειονέκτημα της αύξησης της πολυπλοκότητας του σταθμού βάσης, καθώς πρέπει να κρατά πληροφορία για την κατάσταση των OVSF δέντρων των τερματικών.

Ένα άλλο χαρακτηριστικό των περισσότερων πρωτοκόλλων MAC είναι ότι χρησιμοποιούν έλεγχο αποδοχής σύνδεσης CAC. Οι αλγόριθμοι αυτοί έχουν σκοπό να προστατέψουν τις υπάρχουσες συνδέσεις από τις νέες, καθώς και τις υπηρεσίες

πραγματικού χρόνου έναντι των λοιπών υπηρεσιών. Με τον τρόπο αυτό, εξασφαλίζεται μια μικρή πιθανότητα απόρριψης σύνδεσης και μια σαφώς μικρότερη πιθανότητα διακοπής. Στα σύγχρονα 4G δίκτυα IP τεχνολογίας, εφαρμόζεται όμως εξολοκλήρου μεταγωγή πακέτου και η κίνηση είναι επί των πλείστων εκρηκτικής φύσεως, κάτι που καθιστά τον έλεγχο αποδοχής σύνδεσης αντιλειτουργικό. Ο προσδιορισμός του ακριβούς εύρους ζώνης, που απαιτείται από μια σύνδεση κατά την διάρκεια της, είναι σχεδόν αδύνατη την στιγμή της αποδοχής. Χρησιμοποιούνται, συχνά, αλγόριθμοι αποδοχής βασισμένοι στο ενεργό εύρος ζώνης ([11], [26], [27]), που προσπαθούν να υπολογίσουν τον αριθμό των συνδέσεων πραγματικού χρόνου που θα γίνουν αποδεκτές βάσει προσέγγισης Gauss, δεδομένης μιας πιθανότητας λάθους στην εκτίμηση. Η διαδικασία αυτή, όμως, είναι επίπονη, μη πρακτική και εμπεριέχει εξ ορισμού πιθανότητα λάθους λόγω της προσέγγισης.

Στην διατριβή αυτή, σχεδιάζεται και υλοποιείται ένα νέο πρωτόκολλο MAC, που φιλοδοξεί να αντιμετωπίσει τα προβλήματα των προαναφερθέντων πρωτοκόλλων. Τα κύρια χαρακτηριστικά του προτεινόμενου σχήματος, τα οποία θα αναλυθούν διεξοδικά στην συνέχεια σε συνδυασμό με τα πλεονεκτήματα που προσφέρουν, είναι εν συντομία τα εξής:

- Υβριδική μετάδοση για μεγαλύτερη ευελιξία.
- Ανάλυση σε επίπεδο τερματικού και όχι κωδικού, με ελευθερία επιλογής κωδικών από το τερματικό.
- Επίλυση του προβλήματος της κβαντικοποίησης των ρυθμών μετάδοσης μέσω αναλυτικής σχέσης και μείωση της πολυπλοκότητας.
- Βελτιστοποίηση στην ανάθεση πόρων με κριτήριο τόσο την διέλευση όσο και την δικαιοσύνη.
- Δικαιοσύνη σε επίπεδο χρονοσχισμής (βραχυπρόθεσμη) και πλαισίου (μακροπρόθεσμη).
- Απουσία αλγορίθμου αποδοχής σύνδεσης.
- Αλγόριθμος παραθύρου μετάδοσης για μείωση παρεμβολής.
- Νέο σχήμα προτεραιοτήτων με κριτήρια ποιότητας υπηρεσίας.
- Σχεδιασμός νέου αλγορίθμου χρονοπρογραμματισμού.



### **3 ΠΡΟΤΕΙΝΟΜΕΝΟ ΠΡΩΤΟΚΟΛΛΟ ΜΑC ΥΒΡΙΔΙΚΗΣ ΜΕΤΑΔΟΣΗΣ**

Το προτεινόμενο σχήμα αποτελεί έναν συνδυασμό των MC-CDMA και VSG-CDMA μεθόδων, πρόκειται δηλαδή για ένα υβριδικό μοντέλο. Σε ένα τέτοιο σχήμα, γίνεται ανάθεση σε κάθε χρήστη ενός αριθμού κωδικών CDMA μεταβλητού κέρδους εξάπλωσης, με σκοπό την αποδοτικότερη χρήση των πόρων στην ζεύξη ανόδου του συστήματος. Το σχήμα αυτό θα σχεδιαστεί-μελετηθεί διεξοδικά και θα προσομοιωθεί για εξαγωγή χρήσιμων συμπερασμάτων και αποτελεσμάτων.

#### **3.1 Μοντέλο συστήματος και ανάλυση**

Στην διατριβή αυτή, θεωρείται ένα κυψελωτό FDD CDMA ή TD-CDMA σύστημα. Κάθε κυψέλη συνδέεται με το δίκτυο κορμού μέσω ενός σταθμού βάσης (BS). Ο σταθμός βάσης είναι ο δρομολογητής άκρου του δικτύου κορμού και επιπλέον η υπεύθυνη οντότητα για την ανάθεση και κατανομή των πόρων στην κυψέλη, η οποία μεταδίδεται έπειτα στα τερματικά (MT). Θα αναλυθεί ιδιαίτερα το στρώμα ζεύξης δεδομένων, όπου και θα εφαρμοστεί το νέο υβριδικό πολυρρυθμικό πρωτόκολλο MAC. Η αρχιτεκτονική του πλαισίου χρόνου είναι όμοια με εκείνη στην Εικόνα 2. Θα παρουσιαστεί μόνο η ζεύξη ανόδου, η οποία είναι πολύ πιο πολύπλοκη από την ζεύξη καθόδου εξαιτίας της παρεμβολής και τον περιορισμό σε ισχύ των τερματικών. Ο χρόνος χωρίζεται σε πλαίσια σταθερής διάρκειας. Κάθε πλαίσιο της ζεύξης ανόδου αποτελείται από μια χρονοσχιμή αίτησης και έναν καθορισμένο αριθμό χρονοσχιμών μετάδοσης. Τα τερματικά χρησιμοποιούν την χρονοσχιμή αίτησης για να στέλνουν αιτήσεις και πακέτα ελέγχου, ενώ οι υπόλοιπες χρονοσχιμές αποτελούν κανάλια για την μετάδοση των πακέτων δεδομένων.

Έστω η ζεύξη ανόδου μιας κυψέλης του συστήματος. Υποτίθεται, επίσης, ότι  $N$  είναι ο αριθμός των χρηστών που θέλει να μεταδώσει σε μια χρονοσχιμή (εάν μελετάται μια πολιτική αποδοχής σύνδεσης, διερευνάται κατά πόσο είναι εφικτή η κατανομή  $N$  χρηστών στην χρονοσχιμή, δεδομένων των απαιτήσεών τους). Ο ρυθμός chip για όλους τους χρήστες είναι σταθερός και το συνολικό εύρος ζώνης  $W$  χρησιμοποιείται από όλους τους χρήστες.

Έστω επίσης ότι υπάρχουν  $S$  τύποι υπηρεσιών που υποστηρίζονται σε κάθε κυψέλη. Για την απλοποίηση του προβλήματος, θεωρείται ότι κάθε τερματικό λαμβάνει ένα τύπο υπηρεσίας την φορά. Κάθε χρήστης χαρακτηρίζεται από μια ελάχιστη αποδεκτή ποιότητα υπηρεσίας. Συνήθως, αυτή έχει τη μορφή ρυθμού λανθασμένων bit ( $BER$ ) ή λανθασμένων πλαισίων ( $FER$ ). Οι απαιτήσεις σε  $BER/FER$  μπορούν να μεταφραστούν σε ισοδύναμες απαιτήσεις σε  $E_b/N_0$ , που για το κινητό τερματικό  $n$  ( $n \in \{1, \dots, N\}$ ) θα πρέπει να υπερβαίνει ένα προκαθορισμένο κατώφλι  $\gamma_n$  σύμφωνα με την απαιτούμενη ποιότητα υπηρεσίας και τον τύπο υπηρεσίας  $s$  του τερματικού (όπου  $s \in \{1, \dots, S\}$ ). Η μία προς μία απεικόνιση των τιμών  $BER/FER$  σε τιμές  $E_b/N_0$  εξαρτάται από τα χαρακτηριστικά του καναλιού, την διαμόρφωση, την κωδικοποίηση, την διασπορά και τον χρησιμοποιούμενο δέκτη.

Στο σημείο αυτό, πρέπει να γίνει μια απαραίτητη διευκρίνιση σχετικά με την μεταβλητή  $n$  ( $n \in \{1, \dots, N\}$ ). Όπως αναφέρθηκε πριν, η μεταβλητή δηλώνει τον εκάστοτε χρήστη ή τερματικό που θέλει να μεταδώσει στην χρονοσχισμή. Οι όροι, λοιπόν, «χρήστης» και «τερματικό» χρησιμοποιούνται ταυτόσημα στην διατριβή. Φυσικά, ένας χρήστης μπορεί να έχει περισσότερες από μία ροές να μεταδώσει. Εάν αναλογούν περισσότερες από μια ροές σε έναν χρήστη, το πρωτόκολλο τις χειρίζεται ανεξάρτητα όπως εάν ανήκαν σε διαφορετικούς χρήστες. Η μη συσχέτιση διαφορετικών ροών του ίδιου χρήστη μεταξύ τους είναι συχνά επιθυμητό γεγονός για την τήρηση του ιδιωτικού απορρήτου μέσω «εικονικών ταυτοτήτων» ([40]). Καταχρηστικά, λοιπόν, χρησιμοποιούνται ενίοτε στην διατριβή αυτή ισοδύναμα οι όροι «χρήστης», «τερματικό» και «ροή», χωρίς όμως την δημιουργία κάποιου προβλήματος.

Σε ένα υβριδικό σχήμα MC-CDMA και VSG-CDMA, σε κάθε κινητό τερματικό  $n$  ανατίθενται περισσότεροι κωδικοί μεταβλητού κέρδους εξάπλωσης που αντιπροσωπεύονται από το διάνυσμα  $C_n = [C_{1,n}, \dots, C_{M,n}]$ , οι οποίοι είναι ορθογώνιοι και προέρχονται από ένα  $OVSF$  δέντρο με  $M$  επίπεδα ορθογώνιων κωδικών. Η ανάλυση ενός τέτοιου δέντρου θα ακολουθήσει σε επόμενη παράγραφο (3.2.1). Η παράμετρος  $C_{m,n}$  δηλώνει τον αριθμό των  $m$ -επιπέδου κωδικών ( $m \in \{1, \dots, M\}$ ) που χρησιμοποιούνται από το τερματικό  $n$ . Ο συνολικός αριθμός των κωδικών, που προέρχονται από όλα τα επίπεδα του δέντρου και χρησιμοποιούνται ταυτόχρονα από το τερματικό, είναι γενικά περιορισμένος. Ο πρώτος λόγος είναι ότι οι κωδικοί αυτοί

πρέπει να είναι ορθογώνιοι, που σημαίνει ότι κανένας κωδικός δεν πρέπει να βρίσκεται στο μονοπάτι που ξεκινά από άλλον χρησιμοποιούμενο κωδικό με προορισμό τη ρίζα του δέντρου. Ο άλλος λόγος είναι ότι υπάρχει ένα άνω όριο  $u$  σε αυτόν τον συνολικό αριθμό, εξαιτίας της πολυπλοκότητας σε υλικό που εισάγουν οι ισάριθμοι πομποδέκτες του τερματικού που χρειάζονται. Ο ρυθμός μετάδοσης ενός κωδικού που ανήκει στο επίπεδο  $m$  του δέντρου είναι  $R_m = W/G_m$ , όπου  $G_m = 2^{m-1}$  το κέρδος εξάπλωσης του συγκεκριμένου κωδικού.

Ας υποθεθεί ότι το διάνυσμα  $P_n = [P_{1,n}, \dots, P_{M,n}]$  δηλώνει τα επίπεδα μεταδιδόμενης ισχύος που αντιστοιχούν στους κωδικούς του διανύσματος  $C_n$  και ότι η μέγιστη μεταδιδόμενη ισχύς ανά τερματικό  $n$  είναι  $P_{\max,n}$ . Ένας κλειστού βρόχου ή ανοικτού βρόχου έλεγχος ισχύος ([18]) μπορεί να χρησιμοποιηθεί για να διατηρείται στον σταθμό βάσης το λαμβανόμενο διάνυσμα ισχύος του  $C_n$   $S_n = [S_{1,n}, \dots, S_{M,n}]$  και η μέγιστη συνολικά λαμβανόμενη ισχύς ανά τερματικό  $S_{\max,n}$ . Οι παράμετροι  $P_{m,n}$  and  $S_{m,n}$  εκφράζουν, επομένως, το μεταδιδόμενο και λαμβανόμενο επίπεδο ισχύος αντιστοίχως ενός  $m$ -επιπέδου κωδικού που χρησιμοποιείται από το τερματικό  $n$ . Τα λαμβανόμενα επίπεδα ισχύος προκύπτουν λόγω των απωλειών διαδρομής μεταξύ τερματικού και σταθμού βάσης και δεν περιλαμβάνουν παρεμβολή ή θόρυβο. Η χρησιμοποίηση της λαμβανόμενης ισχύος αντί της μεταδιδόμενης γίνεται για λόγους απλοποίησης του προβλήματος.

Σε ένα τέτοιο σχήμα, ο συνολικός ρυθμός μετάδοσης του χρήστη  $n$  και η συνολική λαμβανόμενη ισχύς στον σταθμό βάσης που προέρχεται από τον χρήστη  $n$  δίνονται από τις σχέσεις (13) και (14) αντίστοιχα.

$$R_n = \sum_{m=1}^M C_{m,n} \frac{W}{G_m} \quad (13)$$

$$S_{\text{sum},n} = \sum_{m=1}^M C_{m,n} S_{m,n} \quad (14)$$

Δεδομένου ενός κωδικού που έχει ανατεθεί σε ένα κινητό τερματικό σε μια χρονοσχιμή, η παρεμβολή που υφίσταται ο κωδικός στον δέκτη του σταθμού βάσης αποτελείται από τρεις συνιστώσες:

- την παρεμβολή  $I_{intra}$  των κωδικών των άλλων τερματικών που μεταδίδουν την ίδια χρονοσχισμή στην ίδια κυψέλη. Δεν υπάρχει παρεμβολή μεταξύ των κωδικών του ίδιου τερματικού λόγω της ορθογωνιότητας και του ίδιου περιβάλλοντος διάδοσης.
- την διακυψελική παρεμβολή  $I_{inter}$  από τις γειτονικές κυψέλες.
- τον θόρυβο.

Η διακυψελική παρεμβολή στο σταθμό βάσης της κυψέλης που μας ενδιαφέρει  $I_{inter}$  οφείλεται σε τρεις λόγους ([13], [14]):

1. στους χρήστες των γειτονικών κυψελών που μεταδίδουν την ίδια χρονοσχισμή με τον χρήστη της κυψέλης που μελετάται.
2. σε διαφορετική ασυμμετρία για τις ζεύξεις ανόδου και καθόδου στα TDD συστήματα.
3. σε διαρροή ισχύος εξαιτίας ανακριβή χρονικού συγχρονισμού.

Το τρίτο είδος παρεμβολής γίνεται πολύ μικρό όταν οι κυψέλες είναι συγχρονισμένες και το δεύτερο είδος δεν υφίσταται γιατί το προτεινόμενο σχήμα ακολουθεί την δομή μιας αρχιτεκτονικής FDD CDMA. Γενικά, όμως, το δεύτερο είδος μπορεί να αποφευχθεί κάνοντας χρήση ενός αργού DCA αλγορίθμου ([14]). Άρα απομένει το πρώτο είδος διακυψελικής παρεμβολής.

Το κλάσμα  $E_b/N_0$  ενός συγκεκριμένου  $m$ -επιπέδου κωδικού του τερματικού  $n$  δίνεται λοιπόν από την σχέση

$$\left( \frac{E_b}{N_0} \right)_{m,n} = \frac{G_m S_{m,n}}{I_{intra} + I_{inter} + N_0 W} \quad (15)$$

όπου  $N_0$  η φασματική πυκνότητα θορύβου.

Η παρεμβολή  $I_{intra}$  οφείλεται στα επίπεδα ισχύος των κωδικών όλων των τερματικών εκτός του  $n$  και δίνεται από τον τύπο

$$I_{intra} = \sum_{\substack{j=1 \\ j \neq n}}^N \sum_{\substack{m=1 \\ m \neq n}}^M C_{m,j} S_{m,j} = \sum_{\substack{j=1 \\ j \neq n}}^N S_{sum,j} \quad (16)$$



Εντός της ίδιας χρονοσχισμής, τόσο η ενδοκυβελική όσο και η διακυβελική παρεμβολή είναι κατά προσέγγιση σταθερές και μπορούν να θεωρηθούν ντετερμινιστικές ([14], [15]). Συνδυάζοντας τις σχέσεις (15) και (16), η σχέση που δίνει τον λόγο  $E_b/N_0$  ανά κωδικο-κανάλι είναι:

$$\left(\frac{E_b}{N_0}\right)_{m,n} = \frac{G_m S_{m,n}}{I_{intra} + I_{inter} + N_0 W} \Rightarrow$$

$$\left(\frac{E_b}{N_0}\right)_{m,n} = \frac{G_m S_{m,n}}{\sum_{\substack{j=1 \\ j \neq n}}^N S_{sum,j} + I_{inter} + N_0 W} \quad (17)$$

Σύμφωνα με τον ορισμό του λόγου  $E_b/N_0$  στην (17), παρατηρούμε ότι δύο ή περισσότεροι  $m$ -επιπέδου κωδικοί του τερματικού  $n$  έχουν το ίδιο επίπεδο ισχύος  $S_{m,n}$ , αφού ικανοποιούν τον ίδιο λόγο  $E_b/N_0$ , έχουν ίδια κέρδη εξάπλωσης  $G_m$  και δέχονται την ίδια παρεμβολή από τα άλλα τερματικά.

Το πρόβλημα τώρα έχει ως εξής. Οι περιορισμοί σε ποιότητα υπηρεσίας επιβάλλουν:

$$\left(\frac{E_b}{N_0}\right)_{m,n} = \frac{G_m S_{m,n}}{\sum_{\substack{j=1 \\ j \neq n}}^N S_{sum,j} + I_{inter} + N_0 W} \geq \gamma_n \quad (18)$$

δεδομένου ότι:

$$0 < S_{sum,n} \leq S_{max,n} \quad \forall n \in \{1, \dots, N\} \quad (19)$$

Δεδομένων των περιορισμών αυτών, πρέπει να αναζητηθεί το διάνυσμα  $S_{sum} = [S_{sum,1}, \dots, S_{sum,N}]$ ,  $n \in \{1, \dots, N\}$ . Σε αντίθετη περίπτωση, είτε η σύνδεση κάποιου χρήστη θα απορριφθεί ή θα πρέπει να χαλαρώσουν οι περιορισμοί. Σαφώς, προτιμάται η πρώτη μέθοδος, μιας και η λύση του προβλήματος πρέπει να εγγυάται την ποιότητα υπηρεσίας και να συμβαδίζει με τις αδυναμίες του υλικού. Αν υπάρχουν

παραπάνω του ενός διανύσματα που να καθιστούν εφικτή την κατανομή, τίθεται το ερώτημα ποιο θα επιλεγεί. Αυτό το ερώτημα οδηγεί στο να εφαρμοστεί ένα κριτήριο βελτιστοποίησης. Πριν, όμως, θα μελετηθούν κάποια θέματα που προκύπτουν από την υβριδική ιδιότητα του προτεινόμενου σχήματος.

## **3.2 Προβλήματα του προτεινόμενου σχήματος και επίλυσή τους**

### **3.2.1 Ορθογωνιότητα των κωδικών**

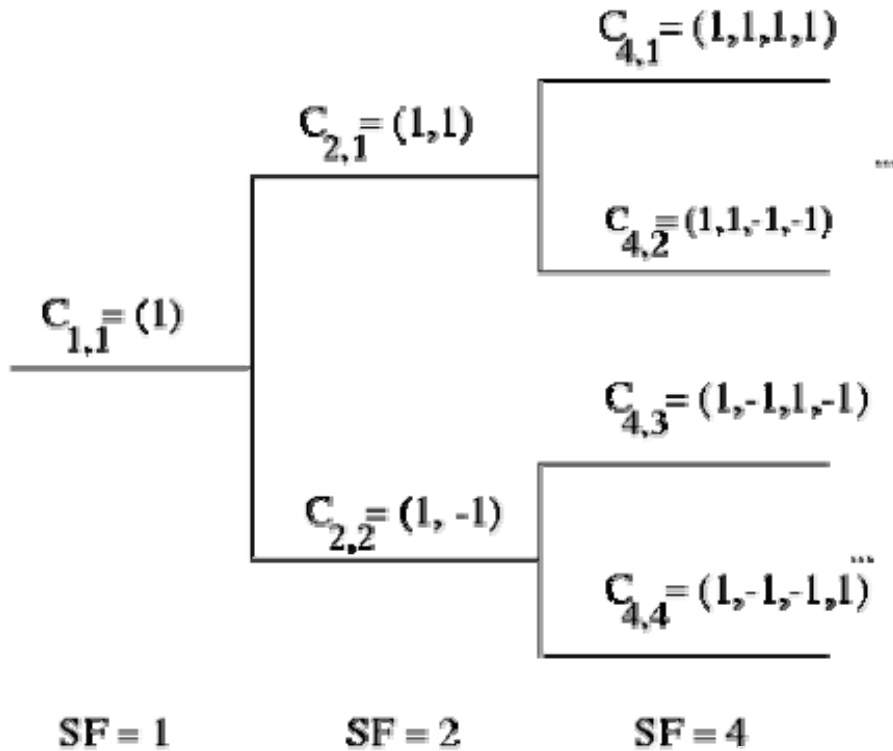
Όπως αναφέρθηκε, στο υβριδικό σχήμα MC-CDMA και VSG-CDMA που προτείνεται, οι κωδικοί που ανατίθενται σε ένα χρήστη πρέπει να είναι ορθογώνιοι μεταξύ τους. Στην περίπτωση αυτή, ο χρήστης έχει την δυνατότητα της σύγχρονης μετάδοσης αυτών, χωρίς να παρεμβάλλουν μεταξύ τους. Θεωρείται, επίσης, πως οι συνθήκες διάδοσης δεν επηρεάζουν την ορθογωνιότητα των κωδικών. Οι κωδικοί, όμως, που ανατίθενται σε διαφορετικούς χρήστες δεν είναι ορθογώνιοι και υπόκεινται σε ασύγχρονη μετάδοση.

Ο απλούστερος τρόπος για την δημιουργία ορθογώνιων κωδικών μεταβλητού κέρδους εξάπλωσης είναι η επιλογή τους από ένα OVSF (ή αλλιώς OVSG) δέντρο. Ένα τέτοιο δέντρο φαίνεται στην Εικόνα 4. Διαφορετικό κέρδος εξάπλωσης σημαίνει διαφορετικό μήκος κωδικού. Η ιδέα δημιουργίας ενός OVSF δέντρου είναι η δυνατότητα ταυτόχρονης αποστολής μηνυμάτων με κωδικούς διαφορετικού κέρδους εξάπλωσης, που διατηρούνται ορθογώνιοι μεταξύ τους. Φυσικά, ο ρυθμός chip παραμένει ο ίδιος για όλους τους κωδικούς, έτσι ώστε οι μικρού μήκους κωδικοί να μεταδίδονται με υψηλότερο ρυθμό μετάδοσης από τους αντίστοιχους μεγάλου μήκους.

Όπως φαίνεται και στην Εικόνα 4, κάθε επίπεδο του δέντρου έχει διαφορετικό κέρδος εξάπλωσης (SF). Για κάθε κέρδος εξάπλωσης, υπάρχει ένας ίσος αριθμός κωδικών. Π.χ. εάν το κέρδος εξάπλωσης είναι ίσο με 4, υπάρχουν 4 δυνατοί τέτοιοι κωδικοί. Η διαδικασία δημιουργίας ενός τέτοιου δέντρου έχει ως εξής:

- Το πρώτο στοιχείο του δέντρου είναι 1.
- Για κάθε στοιχείο του δέντρου, υπάρχουν δύο απόγονοι, που βρίσκονται άνω δεξιά και κάτω δεξιά στην δομή του δέντρου.

- Εάν  $[C]$  είναι ένας κωδικός μήκους  $2^{r-1}$  σε βάθος  $r$  στο δέντρο, όπου η ρίζα έχει βάθος 1, τα δύο κλαδιά-απόγονοι του  $C$  θα είναι οι κωδικοί με ακολουθίες  $[C C]$  και  $[C -C]$  αντίστοιχα με μήκος  $2^r$ .



Εικόνα 4: OVSF δέντρο κωδικών

Στην Εικόνα 4, κάθε κωδικός χαρακτηρίζεται από δύο αριθμούς π.χ.  $C_{2,2}$ . Ο ένας είναι το κέρδος εξάπλωσης, που ισούται με το μήκος του κωδικού και ο άλλος είναι ο δείκτης θέσης του κωδικού, που κυμαίνεται από 1 έως την τιμή του κέρδους εξάπλωσης και δείχνει πόσο χαμηλά στο συγκεκριμένο βάθος εμφανίζεται ο κωδικός. Έτσι, ο κωδικός  $C_{2,2}$  βρίσκεται σε βάθος 2, έχει κέρδος εξάπλωσης 2 ( $2^{2-1}$ ) και έχει δείκτη θέσης κωδικού 2 καταλαμβάνοντας την κάτω δεξιά θέση από τις δύο δυνατές. Πολλές φορές, πέραν των δύο αυτών αριθμών, χρησιμοποιούνται δύο εναλλακτικοί: ο αριθμός επιπέδου, που αριθμεί διαδοχικά τα επίπεδα του δέντρου από τα φύλλα προς την ρίζα (από δεξιά προς αριστερά) και ο αριθμός κλαδιού, που αριθμεί τα κλαδιά του δέντρου σε ένα συγκεκριμένο επίπεδο (από πάνω προς τα κάτω) και συμπίπτει με τον δείκτη θέσης του κωδικού. Εάν ο ρυθμός μετάδοσης ενός κωδικού στο επίπεδο 1 είναι  $R$  b/s, τότε κάθε κωδικός στο επίπεδο  $M$  έχει ρυθμό μετάδοσης  $2^{M-1} R$  b/s.

Ορίζεται επίσης το μέγιστο κέρδος εξάπλωσης  $N_{\max}$  ως ο συνολικός αριθμός κωδικών στο επίπεδο 1.

Ένα κλαδί είναι ένα πλήρες υπόδεντρο του δέντρου. Όπως αναφέρθηκε, ο κόμβος που βρίσκεται στα αριστερά (ή στο πάνω μέρος εάν το δέντρο είναι προσανατολισμένο κατά  $90^\circ$  δεξιόστροφα από αυτό στην Εικόνα 4) ονομάζεται ρίζα. Όλοι οι κόμβοι που προέρχονται από κάποιον άλλο ονομάζονται απόγονοί του και αντίστροφα ο κόμβος από τον οποίο προέρχονται ως μητρικός κόμβος. Δύο αδερφοί κόμβοι είναι εκείνοι που παράγονται από τον άμεσα μητρικό τους κόμβο. Οι κωδικοί του επιπέδου 1 ονομάζονται φύλλα (π.χ.  $C_{4,1}$ ,  $C_{4,2}$ ,  $C_{4,3}$ ,  $C_{4,4}$  στην Εικόνα 4 εάν το δέντρο σταματά εκεί). Σημειώνεται πως το δέντρο έχει έναν συγκεκριμένο αριθμό από επίπεδα.

Όλοι οι κωδικοί που βρίσκονται στο ίδιο επίπεδο είναι αμοιβαία ορθογώνιοι μεταξύ τους. Επιπλέον, δύο κωδικοί διαφορετικών επιπέδων είναι επίσης ορθογώνιοι εάν και μόνο εάν κανένας από αυτούς δεν βρίσκεται στο ίδιο μονοπάτι του άλλου προς την ρίζα. Κάτι τέτοιο περιορίζει τον αριθμό των διαθέσιμων κωδικών. Για παράδειγμα, δεν μπορούν να ανατεθούν στον ίδιο χρήστη οι κωδικοί  $C_{4,1}$  και  $C_{2,1}$ .

Το υβριδικό σχήμα MC-CDMA και VSG-CDMA πρέπει να εξεταστεί εάν κληρονομεί τους περιορισμούς που προκύπτουν από την χρήση ενός OVSF δέντρου, όπως τον περιορισμό στον μέγιστο ρυθμό μετάδοσης, την κβαντικοποίηση των ρυθμών μετάδοσης και την φραγή κωδικού. Οι περιορισμοί αυτοί και η επίλυσή τους αποτελούν το περιεχόμενο των ακόλουθων παραγράφων.

### 3.2.1.1 Περιορισμός σε ρυθμό μετάδοσης

Ο περιορισμός σε ρυθμό μετάδοσης στους κωδικούς των VSG-CDMA συστημάτων οφείλεται στην απαίτηση ενός ελάχιστα αποδεκτού κέρδους εξάπλωσης. Δεν είναι πρακτικά δυνατή π.χ. η χρήση του κωδικού της ρίζας. Ο περιορισμός σε ρυθμό μετάδοσης ισχύει εξίσου σε MC-CDMA συστήματα, εξαιτίας της πολυπλοκότητας του υλικού που περιορίζει τον αριθμό των πομποδεκτών. Στο προτεινόμενο υβριδικό σχήμα, η χρήση περισσοτέρων του ενός κωδικών με διαφορετικά κέρδη εξάπλωσης εξαλείφει ως ένα σημείο τον περιορισμό αυτό. Ο μέγιστος ρυθμός μετάδοσης, όμως, που μπορεί να ανατεθεί σε ένα χρήστη παραμένει φραγμένος, επειδή δεν μπορούν να

χρησιμοποιηθούν δύο κωδικοί του OVSF δέντρου που βρίσκονται στο ίδιο μονοπάτι του δέντρου με προορισμό την ρίζα. Ο μέγιστος αυτός ρυθμός ισούται με

$$R_{max} = 2^{M-1} R_b \quad (20)$$

όπου  $M$  ο αριθμός των επιπέδων του δέντρου και  $R_b$  ο βασικός ρυθμός μετάδοσης, δηλαδή ο ρυθμός μετάδοσης οποιουδήποτε φύλλου του δέντρου. Επομένως, ο συνδυασμός περισσοτέρων κωδικών με διαφορετικά κέρδη εξάπλωσης μπορεί να αποδώσει στον χρήστη τον ρυθμό που αντιστοιχεί στον κωδικό της ρίζας του δέντρου.

### 3.2.1.2 Κβαντικοποίηση των ρυθμών μετάδοσης

Οι ρυθμοί μετάδοσης, που προκύπτουν από τους κωδικούς ενός OVSF δέντρου, είναι πάντα δυνάμεις του 2 επί τον βασικό ρυθμό μετάδοσης  $R_b$ . Έτσι, οι δυνατοί ρυθμοί που υποστηρίζονται είναι:  $R_b, 2R_b, 4R_b, 8R_b$  κοκ. Επειδή το χάσμα μεταξύ των τιμών αυτών γίνεται μεγαλύτερο καθώς ο ρυθμός αυξάνει, μπορεί να ανατεθεί σε έναν χρήστη ένας κωδικός με ρυθμό πολύ μεγαλύτερο από αυτόν που ζήτησε. Π.χ. μια σύνδεση απαιτεί ρυθμό μετάδοσης  $9R_b$ , αλλά της ανατίθεται ένας κωδικός με ρυθμό  $16R_b$ , δεδομένου ότι δεν της αρκεί ρυθμός  $8R_b$ . Στην περίπτωση αυτή, υπάρχει σπατάλη κατά  $7/9$  ( $\approx 78\%$ ) στο εύρος ζώνης. Η σπατάλη σε χωρητικότητα μπορεί να προσεγγίζει το 100%, καθώς το κέρδος εξάπλωσης μειώνεται.

Στο υβριδικό προτεινόμενο σχήμα, το πρόβλημα αυτό αντιμετωπίζεται με την ταυτόχρονη χρησιμοποίηση πολλών κωδικών από το OVSF δέντρο. Έτσι, χρησιμοποιείται καλύτερα το πολύτιμο εύρος ζώνης. Δηλαδή, στο προηγούμενο παράδειγμα, όπου μια σύνδεση απαιτεί ρυθμό μετάδοσης  $9R_b$ , της ανατίθενται δύο κωδικοί με  $R_b$  και  $8R_b$  αντίστοιχα, και η σπατάλη εκμηδενίζεται. Παρόμοια προβλήματα έχουν τεθεί στις [16], [17], [18], [19]. Ιδιαίτερα στην [16] έχει δοθεί έμφαση στον βέλτιστο αριθμό κωδικών που πρέπει να ανατίθενται σε ένα χρήστη, δεδομένου ότι υπάρχει ένας συμβιβασμός ανάμεσα στην πολυπλοκότητα του υλικού που εισάγεται και στην αποδοτικότητα χρησιμοποίησης του εύρους ζώνης.

Μπορεί να μην είναι δυνατόν σε κάθε περίπτωση να εκμηδενίζεται η σπατάλη, εάν υπάρχει περιορισμός στον αριθμό των κωδικών που μπορούν να ανατεθούν. Σε ένα άλλο παράδειγμα, μια σύνδεση κάνει αίτηση για  $67R_b$ . Αν της ανατεθεί ένας κωδικός  $128R_b$  υπάρχει σπατάλη κατά  $61/67$  ( $\approx 91\%$ ) στο εύρος ζώνης. Αν της ανατεθούν δύο κωδικοί π.χ.  $64R_b$  και  $4R_b$  η σπατάλη μειώνεται σε  $1/67$  ( $\approx 1,5\%$ ). Αν της ανατεθούν τρεις κωδικοί, η σπατάλη μηδενίζεται ( $64R_b, 2R_b, R_b$ ).

Στην [16] υπάρχει μια αναλυτική σχέση που υπολογίζει τους ρυθμούς μετάδοσης που τελικά θα ανατεθούν βάσει του επιτρεπόμενου αριθμού κωδικών που μπορούν να χρησιμοποιηθούν, δεδομένης της πολυπλοκότητας του υλικού. Έστω ότι η σύνδεση απαιτεί οποιοδήποτε ρυθμό μεταξύ  $R_b$  και  $mR_b$ , όπου  $m = 2^k$  για κάποιο ακέραιο  $k$ . Έστω επίσης, ότι ο ρυθμός άφιξης για έναν χρήστη που αιτείται  $iR_b$  είναι  $\lambda_i$ , με  $i=1\dots m$  (εκτός εκείνων που απορρίπτονται). Έτσι, η συνολική απαίτηση είναι

$$Q = \sum_{i=1}^m \lambda_i i R_b \quad (21)$$

Σκοπός είναι η εύρεση της σπατάλης, υποθέτοντας ότι  $u$  κωδικοί μπορούν να χρησιμοποιηθούν για κάθε χρήστη σε κάθε αίτηση. Έστω ότι  $f^u(i)$  είναι ο ελάχιστος ρυθμός μετάδοσης που μπορεί να ανατεθεί σε κάθε αίτηση. Για παράδειγμα,  $f^1(4) = 4R_b$ ,  $f^1(6) = 8R_b$ ,  $f^2(6) = 6R_b$ ,  $f^2(7) = 8R_b$ ,  $f^3(7) = 7R_b$  και  $f^3(15) = 16R_b$ . Επίσης, η παράμετρος  $U(i)$  δηλώνει τον αριθμό των  $1$  στην δυαδική απεικόνιση του  $i$ , π.χ.  $U(4) = U(100_2) = 1$  και  $U(7) = U(111_2) = 3$ . Η συνάρτηση  $f^u(i)$  μπορεί να βρεθεί αναδρομικά ως εξής:

$$f^u(i) = \begin{cases} 2^{\lceil \log_2 i \rceil} R_b & u = 1 \\ i R_b & u \geq 2, u \geq U(i) \\ 2^{\lfloor \log_2 i \rfloor} R_b + f^{u-1}(i - 2^{\lfloor \log_2 i \rfloor}) R_b & \text{αλλιώς} \end{cases} \quad (22)$$

Για παράδειγμα, όταν  $u=1$ , ένας κωδικός είναι διαθέσιμος για κάθε αίτηση και  $f^1(4) = 2^{\lceil \log_2 4 \rceil} R_b = 4R_b$  και  $f^1(6) = 2^{\lceil \log_2 6 \rceil} R_b = 8R_b$ . Με παραπάνω από έναν κωδικό, πρέπει να μετατρέψουμε το  $i$  σε δυαδικό αριθμό και να βρούμε τον αριθμό των  $1$  σε αυτό, δηλαδή το  $U(i)$ . Εάν  $u \geq U(i)$ , κάθε δυαδικό  $1$  αντιστοιχεί σε έναν

κωδικό και η αίτηση λαμβάνει χωρητικότητα που τέλεια της ταιριάζει. Για παράδειγμα,  $f^3(6) = f^3(110_2) = 6R_b$  και  $f^3(13) = f^3(1101_2) = 13R_b$ . Όταν  $u < U(i)$ , ανατίθεται ένας κωδικός για το πρώτο  $1$  στο δυαδικό αριθμό και καλείται αναδρομικά η  $f^{u-1}(i)$  για τους υπόλοιπους πόρους που ζητούνται  $i - 2^{\lfloor \log_2 i \rfloor}$  χρησιμοποιώντας τους υπόλοιπους  $u-1$  κωδικούς. Για παράδειγμα,  $f^2(13) = f^2(1101_2) = 2^3 + f^1(13 - 2^3) = 2^3 + 2^3 = 16R_b$  και  $f^3(23) = f^3(10111_2) = 2^4 + f^2(23 - 2^4) = 2^4 + 2^2 + f^1(23 - 2^4 - 2^2) = 2^4 + 2^2 + 2^2 = 24R_b$ . Έτσι, χρησιμοποιούμε τους  $u-1$  κωδικούς για τα πρώτα  $u-1$  δυαδικά  $1$  και τον τελευταίο κωδικό για την υπολειπόμενη χωρητικότητα. Σημειώνεται πως ο αριθμός των χρησιμοποιούμενων κωδικών μπορεί να είναι μικρότερος από  $u$  στην περίπτωση που  $u < U(i)$ . Στο προηγούμενο παράδειγμα,  $f^3(23) = (2^4 + 2^2 + 2^2)R_b = (2^4 + 2^3)R_b$  και μπορούν να χρησιμοποιηθούν 2 ή 3 κωδικοί. Θα ανατίθενται λοιπόν κωδικοί με αριθμό τον μικρότερο από τους  $u$  και  $U(i)$ .

Στην [16] αποδεικνύεται το θεώρημα πως, δεδομένων της αίτησης για  $iR_b$  και  $u$  επιτρεπόμενων κωδικών ανά αίτηση, η ελάχιστη χωρητικότητα που μπορεί να ανατεθεί ισούται με  $f^u(i)$ . Αρα συνολικά ανατίθεται χωρητικότητα ίση με

$$A_u = \sum_{i=1}^m \lambda_i f^u(i) \quad (23)$$

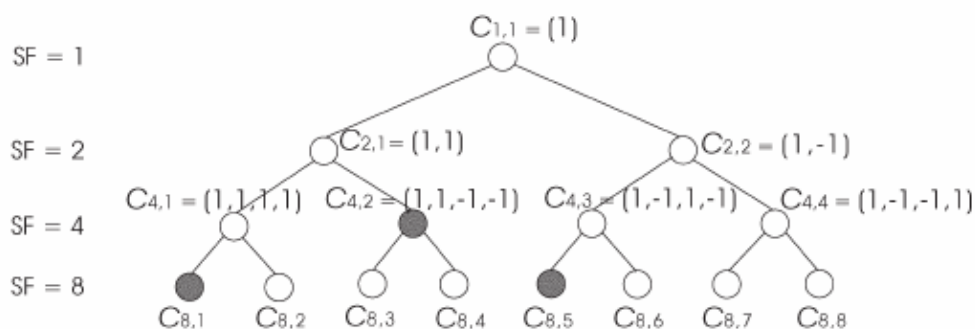
και η σπατάλη ισούται με  $A_u - Q$ . Αποδεικνύεται, επίσης, ότι ο βέλτιστος αριθμός των επιτρεπόμενων κωδικών  $u$  κυμαίνεται σε 2 με 3.

Στο προτεινόμενο σχήμα, θα γίνει χρήση των αποτελεσμάτων της [16] και θα εκτιμηθούν παράμετροι, όπως ο βέλτιστος αριθμός  $u$  και η σπατάλη του εύρους ζώνης. Η σχέση (22) θα χρησιμοποιηθεί στο πρόβλημα βελτιστοποίησης της ανάθεσης πόρων (4.3.2), όπου λόγω του υβριδικού σχήματος ο ρυθμός μετάδοσης κάθε τερματικού ανήκει σε ένα καλά καθορισμένο διακριτό σύνολο τιμών. Είναι η πρώτη φορά που η εξίσωση (22) χρησιμοποιείται για την επίλυση ενός προβλήματος βελτιστοποίησης ανάθεσης πόρων.

### 3.2.1.3 Φραγή κωδικού

Στα OVFS-CDMA συστήματα και κυρίως στην ζεύξη καθόδου, ένα OVFS δέντρο μπορεί να είναι αρκετά θρυμματισμένο για να υποστηρίξει νέες συνδέσεις που κάνουν αίτηση, παρόλο που μπορεί να υπάρχουν διαθέσιμοι κωδικοί στο δέντρο. Η λύση σε αυτό το πρόβλημα απαιτεί ευφυή ανάθεση κωδικών, αλλά και στρατηγικές επανατοποθέτησης κωδικών. Η πρώτη μέθοδος εξετάζει στρατηγικές για το πως να γίνεται ανάθεση κωδικών σε μια νέα σύνδεση, έτσι ώστε να μην θρυμματίζεται το δέντρο σε υπερβολικό ρυθμό. Η δεύτερη εξετάζει την ανακατανομή κωδικών όταν μια νέα σύνδεση δεν βρίσκει θέση στο δέντρο, παρόλο που η εναπομένουσα χωρητικότητα είναι αρκετή. Η ανακατανομή των κωδικών περιλαμβάνει κόστη για κάθε μετακίνηση, τα οποία πρέπει να ελαχιστοποιηθούν. Είναι εμφανές πως το παραπάνω πρόβλημα έχει σημαντική επίδραση στην χρησιμοποίηση του εύρους ζώνης και στην πιθανότητα απόρριψης μιας σύνδεσης.

Το φαινόμενο αυτό είναι σύνηθες στην περίπτωση που το δέντρο έχει κατειλημμένες αρκετές θέσεις κωδικών με χαμηλό ρυθμό μετάδοσης, έτσι ώστε συνδέσεις που αιτούνται για υψηλούς ρυθμούς να απορρίπτονται σχετικά εύκολα παρόλο που υπάρχει αρκετή εναπομένουσα χωρητικότητα στο δέντρο. Ως παράδειγμα, ας θεωρηθεί εκείνο που φαίνεται στην Εικόνα 5.



**Εικόνα 5:** Σενάριο φραγής κωδικού (οι κατειλημμένοι κωδικοί σημειώνονται με γκρι)

Οι κωδικοί  $C_{4,2}$ ,  $C_{8,1}$  και  $C_{8,5}$  έχουν ανατεθεί σε κάποιον χρήστη. Η εναπομένουσα χωρητικότητα ισούται με  $4R_b$ . Αλλά μια νέα σύνδεση που κάνει αίτηση για ρυθμό  $4R_b$  και μπορεί να χρησιμοποιήσει ένα κωδικό, θα απορριφθεί γιατί δεν υπάρχει τέτοιος κωδικός διαθέσιμος. Μια τέτοια κατάσταση ονομάζεται φραγή κωδικού και μπορεί



να μειώσει την χρησιμοποίηση των πόρων του συστήματος. Μια πιθανή λύση είναι να ανατίθενται πιο προσεκτικά οι κωδικοί όταν φθάνει μια νέα σύνδεση και το οποίο ονομάζεται πρόβλημα ανάθεσης των κωδικών. Η άλλη μέθοδος είναι η ανακατανομή κάποιων κωδικών. Στο προηγούμενο παράδειγμα, μπορεί να απελευθερωθεί ο κωδικός  $C_{2,2}$ , αντικαθιστώντας τον  $C_{8,5}$  με τον  $C_{8,2}$ . Παρόλο αυτά, εάν μπορούσαν να ανατεθούν 3 κωδικοί δεν χρειαζόταν να γίνει καμιά μετακίνηση, αλλά η ανάθεση των  $C_{4,4}$ ,  $C_{8,2}$  και  $C_{8,6}$ .

Στην [16] γίνεται εκτενής αναφορά και μελετώνται διάφοροι τρόποι ανάθεσης κωδικών. Τα κριτήρια είναι με ποια σειρά οι κωδικοί που επιλέγονται ανατίθενται, οι σχετικές θέσεις των κωδικών στο δέντρο και η επιλογή των μεμονωμένων κωδικών (όταν χρειάζεται ένας και μόνο κωδικός). Επίσης, όταν οι αλγόριθμοι ανάθεσης κωδικών αποτύχουν και μια νέα σύνδεση πρέπει να απορριφθεί, χρησιμοποιείται κάποιος αλγόριθμος ανακατανομής κωδικών, που ακολουθεί την ίδια λογική με εκείνον της ανάθεσης, σύμφωνα με τα προαναφερθέντα κριτήρια. Οι αλγόριθμοι αυτοί ανακατανομής ονομάζονται συχνά και προβλήματα δυναμικής ανάθεσης κωδικών (DCA) και μελετώνται διεξοδικά και στην [20].

Η φραγή κωδικού αποτελεί ένα από τα συνηθέστερα προβλήματα στην ζεύξη καθόδου των WCDMA συστημάτων, όπου γίνεται σύγχρονη μετάδοση από τον σταθμό βάσης σε διαφορετικά κινητά τερματικά. Στην ζεύξη ανόδου, που αναφέρεται το προτεινόμενο σχήμα, ενδιαφέρει η επιλογή πολλαπλών κωδικών που να είναι ορθογώνιοι μεταξύ τους και η ανάθεσή τους στον ίδιο χρήστη, ενώ διαφορετικοί χρήστες χρησιμοποιούν μη ορθογώνιους κωδικούς. Επομένως, το προτεινόμενο πρωτόκολλο δεν επηρεάζεται από την φραγή κωδικού, όπως αυτή αναλύθηκε στην τρέχουσα παράγραφο.

#### 3.2.1.4 Ανακεφαλαίωση

Από τα προβλήματα που παρουσιάστηκαν και σχετίζονται με την ορθογωνιότητα των κωδικών, εκείνα που επηρεάζουν τελικά την λειτουργία του προτεινόμενου σχήματος σε ό,τι αφορά την ανάθεση πόρων είναι τα εξής:

- Ένας χρήστης δεν μπορεί να χρησιμοποιήσει ταυτόχρονα δύο κωδικούς, όταν ο ένας από αυτούς βρίσκεται στο ίδιο μονοπάτι του άλλου προς την

ρίζα. Το γεγονός αυτό θέτει ένα άνω όριο στον ρυθμό μετάδοσης του τερματικού.

- Οι ρυθμοί μετάδοσης είναι γραμμικός συνδυασμός δυνάμεων του 2 επί τον βασικό ρυθμό μετάδοσης. Ανήκουν, δηλαδή, σε ένα διακριτό σύνολο τιμών. Είναι πιθανόν να υπάρχει σπατάλη εύρους ζώνης, εάν ο τελικά ανατιθέμενος ρυθμός διαφέρει από τον αιτούμενο. Όσο αυξάνει ο επιτρεπόμενος αριθμός κωδικών ανά σύνδεση, τόσο το πρόβλημα αυτό εξαλείφεται, σε βάρος όμως της πολυπλοκότητας του υλικού.

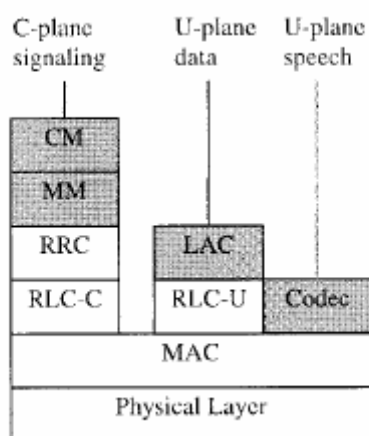
### **3.2.2 Μετάδοση MAC πακέτου μεταβλητού μήκους**

Ένα άλλο πρόβλημα στο προτεινόμενο πολυρρυθμικό σχήμα είναι ότι μεταβάλλοντας το ρυθμό μετάδοσης, προκύπτουν MAC πλαίσια μεταβλητού μήκους προς μετάδοση. Προτού γίνει αναφορά για το θέμα αυτό και τον τρόπο με τον οποίο θα επιλυθεί, είναι χρήσιμο να δοθεί μια σύντομη περιγραφή για την στοίβα των πρωτοκόλλων στην ασύρματη διεπαφή των WCDMA συστημάτων γενικότερα, που συμπληρώνει την Εικόνα 1, με έμφαση στο στρώμα ζεύξης δεδομένων.

#### **3.2.2.1 Αρχιτεκτονική πρωτοκόλλων και ο ρόλος του MAC στρώματος**

Η Εικόνα 6 δείχνει πιο αναλυτικά την στοίβα των πρωτοκόλλων στα WCDMA συστήματα, την οποία ακολουθεί και το προτεινόμενο σχήμα, συμπληρωματικά με τα όσα περιγράφονται στην Εικόνα 1. Το στρώμα 1 περιλαμβάνει το φυσικό στρώμα, που στην εν λόγω περίπτωση ακολουθεί την δομή ενός CDMA συστήματος. Το στρώμα 2 χωρίζεται σε τρία υποστρώματα, το υπόστρωμα πρόσβασης μέσου MAC, το υπόστρωμα ελέγχου ραδιοζεύξης RLC (RLC-C για το επίπεδο ελέγχου και RLC-U για το επίπεδο χρήστη) και το υπόστρωμα ελέγχου πρόσβασης ζεύξης LAC. Τα υποστρώματα MAC και RLC ανήκουν στο σύστημα πρόσβασης, σε αντίθεση με το υπόστρωμα LAC. Στην Εικόνα 6, τα υποστρώματα που ανήκουν στο σύστημα πρόσβασης χρωματίζονται με λευκό. Το στρώμα δικτύου του επιπέδου ελέγχου χωρίζεται στο υπόστρωμα ελέγχου ραδιοπόρων RRC και στα υποστρώματα διαχείρισης κινητικότητας MM και διαχείρισης σύνδεσης CM. Τα δύο τελευταία

ανήκουν στο σύστρωμα μη πρόσβασης και χρωματίζονται στην Εικόνα 6 με γκρι. Το στρώμα αποκωδικοποιητή μπορεί να ανήκει σε οποιοδήποτε από τα δύο συστρώματα. Περισσότερες λεπτομέρειες μπορούν να βρεθούν στην [21].



**Εικόνα 6:** Στοίβα των πρωτοκόλλων στα WCDMA συστήματα

Από τα υποστρώματα αυτά θα γίνει κυρίως αναφορά για εκείνα που ανήκουν στο στρώμα ζεύξης δεδομένων και αποτελούν το αντικείμενο της παραγράφου αυτής. Το MAC επίπεδο, που παρέχει τις υπηρεσίες του στο υπόστρωμα RLC και τα ανώτερα στρώματα, έχει σκοπό την μεταφορά των δεδομένων και συγκεκριμένα:

- Επιλογή του κατάλληλου ρυθμού μετάδοσης, από ένα προκαθορισμένο σύνολο, για κάθε μονάδα πληροφορίας που παραδίδεται στο φυσικό στρώμα.
- Πολυπλεξία των υπηρεσιών στα διάφορα κανάλια.
- Χειρισμός των προτεραιοτήτων μεταξύ των ροών υπηρεσίας ενός χρήστη, αλλά και μεταξύ των ροών διαφορετικών χρηστών.
- Έλεγχος πρόσβασης στο κανάλι τυχαίας πρόσβασης RACH και επίλυση συγκρούσεων σε αυτό.

Το υπόστρωμα RLC αναλαμβάνει τις εξής λειτουργίες:

- Εγκατάσταση και απόλυση σύνδεσης του στρώματος 2.
- Διαφανής μεταφορά δεδομένων (χωρίς επιπλέον επιβάρυνση στη μονάδα πληροφορίας που λαμβάνεται από τα ανωτέρω στρώματα).
- Διασφαλισμένη και μη μεταφορά δεδομένων.
- Τεμαχισμό και επανένωση.
- Διόρθωση λαθών με αναμεταδόσεις για το φυσικό στρώμα.

- Ακεραιότητα ακολουθίας, ανίχνευση αντιγράφων και έλεγχος ροής.

Είναι γνωστό πως το στρώμα RRC είναι υπεύθυνο μεταξύ άλλων υπηρεσιών που προσφέρει στο δίκτυο κορμού για τον χειρισμό των ασύρματων πόρων (κατανομή κωδικών, έλεγχος αποδοχής κλήσης κτλ.) και τον έλεγχο της αιτούμενης ποιότητας υπηρεσίας. Επίσης, η πολυπλεξία λαμβάνει χώρα στο MAC επίπεδο σε άμεση σχέση με το φυσικό στρώμα, αλλά ελέγχεται πλήρως από το RRC στρώμα. Όλα αυτά συνηγορούν προς την κατεύθυνση μιας cross-layer αρχιτεκτονικής.

### 3.2.2.2 Υλοποίηση μετάδοσης πλαισίου ζεύξης δεδομένων μεταβλητού μήκους

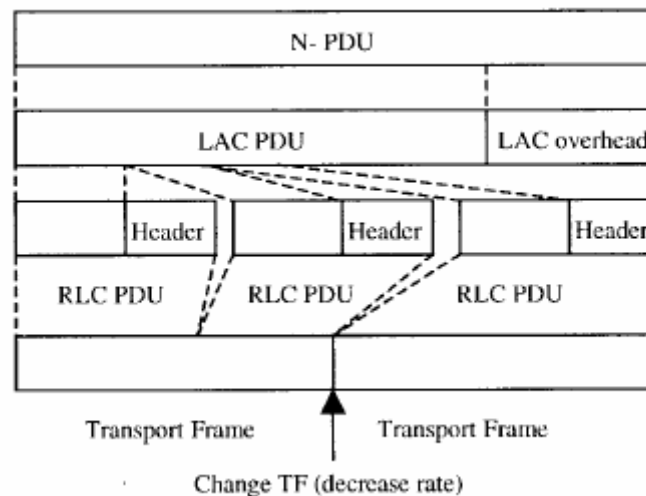
Το RLC στρώμα τεμαχίζει τα δεδομένα σε μικρά πακέτα, τις μονάδες δεδομένων πρωτοκόλλου (RLC-PDU), που είναι κατάλληλες για μεταφορά στην ασύρματη διεπαφή. Στην Εικόνα 7 φαίνεται η ροή των δεδομένων του συστήματος. Οι μονάδες δεδομένων του στρώματος δικτύου, N-PDUs, τεμαχίζονται πρώτα σε μικρότερα πακέτα και μετατρέπονται σε LAC-PDUs. Το επιπλέον φορτίο LAC (LAC overhead) τυπικά αποτελείται από αναγνωριστικά σημείων πρόσβασης υπηρεσίας και άλλα πεδία και τυπικά κυμαίνεται σε τρεις οκτάδες.

Στη συνέχεια, κάθε LAC-PDU τεμαχίζεται σε μικρότερα πακέτα, τα οποία μετατρέπονται σε RLC-PDUs, με την επικεφαλίδα να περιέχει τυπικά έναν αύξοντα αριθμό, που χρησιμοποιείται για ARQ. Κάθε RLC-PDU έχει το ίδιο μέγεθος, ανεξάρτητα από τον ρυθμό μετάδοσης. Αυτό σημαίνει πως καθώς ο ρυθμός μετάδοσης αλλάζει σε κάθε χρονοσχιμή, αλλάζει επίσης και ο αριθμός των RLC-PDUs που μεταφέρονται σε αυτήν. Αυτό φαίνεται και στην Εικόνα 7, όπου στο πρώτο TF (στην περίπτωση αυτή μια χρονοσχιμή) μεταφέρονται δύο RLC-PDUs, ενώ στο δεύτερο TF μεταφέρεται μόνο μία ίδιου μήκους, δεδομένου ότι ο ρυθμός μετάδοσης έχει μειωθεί.

Πιο συγκεκριμένα, το σταθερό μέγεθος της RLC-PDU διευκολύνει τον τεμαχισμό των πακέτων στην διεπαφή μεταξύ LAC και MAC υποστρώματος. Εάν ο βασικός ρυθμός μετάδοσης στο κανάλι είναι  $R_b$  και η διάρκεια της χρονοσχιμής ισούται με  $t$ , το σταθερό μέγεθος της RLC-PDU ισούται με  $L = R_b t$ . Οι RLC-PDUs μεταδίδονται σε μια χρονοσχιμή ή σε περισσότερες, ανάλογα με τον ρυθμό μετάδοσης του καναλιού, που όπως ειπώθηκε στην παράγραφο 3.2.1.2 είναι ίσος ή

ακέραιο πολλαπλάσιο του βασικού ρυθμού μετάδοσης  $R_b$ . Με τον τρόπο αυτό, εξασφαλίζεται ότι το μεταβλητό μέγεθος ενός πλαισίου ζεύξης δεδομένων αντιπροσωπεύεται από μεταβλητό αριθμό RLC-PDUs που μεταδίδονται κατά την διάρκεια της χρονοσχισμής.

Σημειώνεται πως ο παραπάνω τρόπος τεμαχισμού ισχύει γενικά στα WCDMA συστήματα ([21]), αλλά όχι στα GPRS συστήματα, όπου το μέγεθος της RLC-PDU ποικίλλει ανάλογα με τον ρυθμό μετάδοσης. Ανακεφαλαιώνοντας, το μεγάλο πλεονέκτημα στην εφαρμογή της θεωρίας αυτής στο προτεινόμενο υβριδικό σχήμα είναι αφενός ότι πάντα ο ρυθμός μετάδοσης είναι ακέραιο πολλαπλάσιο του βασικού ρυθμού μετάδοσης, οπότε αυτό μεταφράζεται αμέσως σε ακέραιο αριθμό RLC-PDUs που μεταδίδονται στην χρονοσχισμή. Επιπλέον, απλοποιείται η περίπτωση των αναμεταδόσεων, καθώς μπορεί να αποστέλλεται η χαμένη RLC-PDU με τον βασικό ρυθμό. Στην αντίθετη περίπτωση του GPRS, θα έπρεπε να σταλεί το τμήμα της LAC-PDU που χάθηκε, με τον ίδιο ρυθμό μετάδοσης που είχε στην αρχική μετάδοση.



**Εικόνα 7:** Τεμαχισμός και μετατροπή των μονάδων δεδομένων πρωτοκόλλου δικτύου



## 4 ΑΝΑΘΕΣΗ ΠΟΡΩΝ ΚΑΙ ΒΕΛΤΙΣΤΟΠΟΙΗΣΗ

Η καινοτομία του υβριδικού MAC πρωτοκόλλου μέχρι στιγμής είναι ότι το τερματικό μπορεί να διαθέτει παραπάνω του ενός πομποδέκτες και να μεταδίδει παράλληλα ρεύματα κίνησης με ορθογώνιους κωδικούς διαφορετικού κέρδους εξάπλωσης. Με τον τρόπο αυτό, το συγκεκριμένο πρωτόκολλο παρέχει μεγαλύτερη ευελιξία και χρησιμοποιεί αποδοτικότερα τους ασύρματους πόρους, καθώς αυξάνεται το σύνολο των διαθέσιμων ρυθμών μετάδοσης του τερματικού.

Στο κεφάλαιο αυτό, θα μελετηθεί η ανάθεση των πόρων στο προτεινόμενο σχήμα, η οποία αποτελεί μία από τις κύριες συνεισφορές, εάν όχι η κύρια, της διατριβής αυτής. Εναλλακτικοί όροι για την «ανάθεση» είναι η «διαχείριση» ή «κατανομή» των ασύρματων πόρων. Η διαδικασία αυτή θα βελτιστοποιηθεί για την αποδοτική χρησιμοποίηση της ασύρματης διεπαφής και αποτελεί αναπόσπαστο κομμάτι του χρονοπρογραμματισμού των ροών και των πακέτων τους (5).

Όταν ένας κωδικός χαμηλού κέρδους εξάπλωσης δίνεται σε έναν χρήστη, η διάρκεια του συμβόλου γίνεται μικρότερη και ο ρυθμός μετάδοσης αυξάνεται. Εάν δίνονται τέτοιοι κωδικοί στον χρήστη, αυτός χρειάζεται μικρότερο αριθμό κωδικών για να εξασφαλίσει τον απαιτούμενο ρυθμό μετάδοσης. Όμως, όπως φαίνεται από την σχέση (17), ένας κωδικός χαμηλού κέρδους εξάπλωσης έχει χαμηλότερο  $E_b/N_0$  και επομένως χρειάζεται περισσότερη ισχύ, ώστε να τηρούνται οι περιορισμοί σε ποιότητα υπηρεσίας (18). Με την χρήση μεγαλύτερης ισχύος από τον κωδικό, προκαλείται περισσότερη παρεμβολή στους κωδικούς των άλλων τερματικών, με συνέπεια να ανεβάζουν με την σειρά τους την ισχύ για να τηρούν τους αντίστοιχους περιορισμούς. Σταδιακά, λοιπόν, αυξάνεται η ισχύς και η παρεμβολή στην κυψέλη, επηρεάζοντας επιπλέον τις λοιπές κυψέλες με την διακυβελική παρεμβολή. Από την άλλη μεριά, ένας κωδικός υψηλότερου κέρδους εξάπλωσης έχει υψηλότερο  $E_b/N_0$  και προκαλεί μικρότερη παρεμβολή. Όμως, εξαιτίας του μικρού ρυθμού μετάδοσης, κάθε χρήστης χρειάζεται περισσότερους τέτοιους κωδικούς για να εξασφαλίσει τον απαιτούμενο ρυθμό μετάδοσης και επιμηκύνεται η περίοδος παρεμβολής. Προκύπτει, λοιπόν, πως υπάρχει ένας συμβιβασμός ανάμεσα στα κέρδη εξάπλωσης και στον αριθμό των τερματικών και των χρησιμοποιούμενων κωδικών.

Στην διατριβή αυτή, επιχειρείται η όσο το δυνατόν απλοποίηση της ανάθεσης πόρων από θέματα κωδικών, όπως αυτά που προαναφέρθηκαν. Για τον λόγο αυτό, η ανάλυση που ακολουθείται γίνεται σε επίπεδο τερματικού και όχι κωδικού και αποτελεί μια επιπλέον καινοτομία. Ο σταθμός βάσης, που είναι η υπεύθυνη οντότητα ανάθεσης πόρων, επιστρέφει την συνολική ισχύ ανά τερματικό και τον συνολικό ρυθμό μετάδοσης που του ανατέθηκε. Το τερματικό είναι έπειτα ελεύθερο να αποφασίσει πόσους και ποιους ορθογώνιους κώδικες να χρησιμοποιήσει, χωρίς την ανάμειξη του σταθμού βάσης. Εννοείται ως απαραίτητη προϋπόθεση πως το τερματικό δύναται να ενημερώσει μέσω της σηματοδότησης στην ζεύξη ανόδου τον σταθμό βάσης σχετικά με τους επιλεγόμενους κώδικες. Σε αντίθετη περίπτωση, εάν η ανάλυση γίνεται σε επίπεδο κωδικού, ο σταθμός βάσης επιστρέφει στο τερματικό αναλυτικά τους κώδικες και το κέρδος εξάπλωσης ανά κωδικό. Η θεώρηση αυτή αυξάνει την πολυπλοκότητα του σταθμού βάσης, καθώς καλείται ο ίδιος να αντιμετωπίσει προβλήματα κωδικών που παρουσιάζονται στα OVSF δέντρα των τερματικών.

Το ερώτημα που προκύπτει λοιπόν είναι τι συνολική ισχύς και τι συνολικός ρυθμός μετάδοσης πρέπει να ανατεθούν σε ένα χρήστη. Ένας υψηλός ρυθμός μετάδοσης απαιτεί υψηλή ισχύ, γεγονός που αυξάνει την παρεμβολή στους άλλους χρήστες και τους στερεί πόρους. Αντίθετα, ένας χαμηλός ρυθμός μετάδοσης επιτρέπει περισσότερους χρήστες να μεταδώσουν, αλλά επιμηκύνει την διάρκεια της παρεμβολής και πιθανά οδηγεί σε υποχρησιμοποίηση των πόρων. Απαιτείται, λοιπόν, να βελτιστοποιηθεί η ανάθεση πόρων ως διαδικασία. Γενικά, μια κατανομή θεωρείται εφικτή, όταν τηρούνται οι περιορισμοί σε κάθε χρήστη. Από όλες τις εφικτές κατανομές, πρέπει να αναζητηθεί η βέλτιστη σύμφωνα με κάποιο κριτήριο.

#### **4.1 Κριτήρια βελτιστοποίησης**

Υπάρχουν διάφορα κριτήρια βελτιστοποίησης. Τα πιο διαδεδομένα στην βιβλιογραφία, που θα μελετηθούν στην διατριβή αυτή και θα χρησιμοποιηθούν στον χρονοπρογραμματισμό των πακέτων του υβριδικού MAC πρωτοκόλλου, είναι τα εξής ([9]):

1. Ελαχιστοποίηση της συνολικά λαμβανόμενης ισχύος. Σε ένα πολυκυψελικό σύστημα, η ελαχιστοποίηση της συνολικά μεταδιδόμενης ισχύος (ή



αντίστοιχα της λαμβανόμενης), ελαχιστοποιεί την παρεμβολή τόσο στην ίδια κυψέλη όσο και στις γειτονικές, όπως γίνεται στα συνηθισμένα σχήματα ελέγχου ισχύος ([22], [23]).

2. Μεγιστοποίηση του αθροίσματος των ρυθμών μετάδοσης (διέλευση συστήματος). Το κριτήριο αυτό υποδηλώνει ([9]) ότι το σύστημα προσπαθεί να δώσει σε κάθε χρήστη την καλύτερη δυνατή διέλευση τηρουμένων των καθορισμένων περιορισμών.

Στην διατριβή αυτή, προτείνεται ένας νέος εναλλακτικός αλγόριθμος βελτιστοποίησης της ανάθεσης πόρων.

3. Μεγιστοποίηση της κανονικοποιημένης διέλευσης. Το κριτήριο αυτό θα αναφέρεται συχνά ως μεγιστοποίηση της δικαιοσύνης μεταξύ των χρηστών με όσο το δυνατόν διατήρηση της διέλευσης σε υψηλά επίπεδα ή εύρεση του βέλτιστου συμβιβασμού μεταξύ διέλευσης και δικαιοσύνης. Τελικός σκοπός αποτελεί η μείωση της καθυστέρησης μετάδοσης των δεδομένων.

Στις παραγράφους που ακολουθούν, κάθε κριτήριο θα αναλυθεί διεξοδικά στα πλαίσια του υβριδικού MAC πρωτοκόλλου.

## 4.2 Ελαχιστοποίηση της συνολικά λαμβανόμενης ισχύος

Το πρόβλημα αυτό συνίσταται στην εύρεση του κατάλληλου διανύσματος  $S_{sum} = [S_{sum,1}, \dots, S_{sum,N}]$ , όπου  $n \in \{1, \dots, N\}$ , ώστε να ελαχιστοποιηθεί η συνολικά λαμβανόμενη ισχύς. Μπορεί να διατυπωθεί μαθηματικά ως εξής:

$$\text{Εύρεση } S_{sum} = [S_{sum,1}, \dots, S_{sum,N}] \text{ ώστε να ελαχιστοποιηθεί } \sum_{n=1}^N S_{sum,n} \quad (24)$$

δεδομένου ότι ισχύουν οι (13), (14), (18), (19)

Αυτό επιτυγχάνεται όταν (Πρόταση 1):

Οι περιορισμοί  $E_b/N_0$  της σχέσης (18) για κάθε κωδικό οποιουδήποτε τερματικού πρέπει να ικανοποιούνται με ισότητα. Είναι απόλυτα λογικό η συνολικά λαμβανόμενη ισχύς να είναι ελάχιστη, όταν το επίπεδο ισχύος κάθε κωδικού είναι το

ελάχιστο αναγκαίο, ώστε να πληρούνται οι ελάχιστα αποδεκτές απαιτήσεις σε ποιότητα υπηρεσίας, δηλαδή σε  $E_b/N_0$ . Στην [15] αποδεικνύεται η πρόταση αυτή για την περίπτωση ενός κωδικο-καναλιού ανά τερματικό, ενώ στην [3] επεκτείνεται η απόδειξη και στο σενάριο που ένα τερματικό έχει πολλά κωδικο-κανάλια.

Στη συνέχεια, γράφονται οι εξισώσεις για τον ίδιο χρήστη  $n$  και κάθε κωδικο-κανάλι χωριστά, οι οποίες αποτελούν ένα σύστημα εξισώσεων (25).

$$\left(\frac{E_b}{N_0}\right)_{m,n} = \frac{G_m S_{m,n}}{\sum_{\substack{j=1 \\ j \neq n}}^N S_{sum,j} + I_{inter} + N_0 W} = \gamma_n \Rightarrow$$

$$G_m S_{m,n} = \gamma_n \left( \sum_{\substack{j=1 \\ j \neq n}}^N S_{sum,j} + I_{inter} + N_0 W \right)$$

$$G_1 S_{1,n} = \gamma_n \left( \sum_{\substack{j=1 \\ j \neq n}}^N S_{sum,j} + I_{inter} + N_0 W \right)$$

$$G_2 S_{2,n} = \gamma_n \left( \sum_{\substack{j=1 \\ j \neq n}}^N S_{sum,j} + I_{inter} + N_0 W \right)$$

$$\vdots$$

$$\vdots$$

$$\vdots$$

$$G_M S_{M,n} = \gamma_n \left( \sum_{\substack{j=1 \\ j \neq n}}^N S_{sum,j} + I_{inter} + N_0 W \right)$$
(25)

Από το παραπάνω σύστημα εξισώσεων, φαίνεται ότι

$$G_1 S_{1,n} = G_2 S_{2,n} = \dots = G_M S_{M,n} \quad (26)$$

Επιστρέφοντας στις εξισώσεις (25), κάθε μία από αυτές διαιρείται με το αντίστοιχο κέρδος εξάπλωσης  $G_m$  και πολλαπλασιάζεται με το αντίστοιχο αριθμό κωδικών  $C_{m,n}$ .

Δηλαδή:

$$\begin{aligned}
 C_{1,n}S_{1,n} &= \frac{\gamma_n C_{1,n}}{G_1} \left( \sum_{\substack{j=1 \\ j \neq n}}^N S_{sum,j} + I_{inter} + N_0W \right) \\
 C_{2,n}S_{2,n} &= \frac{\gamma_n C_{2,n}}{G_2} \left( \sum_{\substack{j=1 \\ j \neq n}}^N S_{sum,j} + I_{inter} + N_0W \right) \\
 &\vdots \\
 &\vdots \\
 C_{M,n}S_{M,n} &= \frac{\gamma_n C_{M,n}}{G_M} \left( \sum_{\substack{j=1 \\ j \neq n}}^N S_{sum,j} + I_{inter} + N_0W \right)
 \end{aligned} \quad (27)$$

Αθροίζοντας τις εξισώσεις (27) κατά μέλη και χρησιμοποιώντας τις εξισώσεις (13) και (14), προκύπτει:

$$S_{sum,n} = \sum_{m=1}^M C_{m,n}S_{m,n} = \gamma_n \frac{R_n}{W} \left( \sum_{\substack{j=1 \\ j \neq n}}^N S_{sum,j} + I_{inter} + N_0W \right) \quad (28)$$

Η σχέση (28) σχηματίζει ένα σύστημα  $N$  γραμμικών εξισώσεων ( $n \in \{1, \dots, N\}$ ) ως προς το διάνυσμα ισχύος  $S_{sum} = [S_{sum,1}, \dots, S_{sum,N}]$ . Βάσει της παραπάνω ανάλυσης, το αρχικό σύστημα (25) των  $M \times N$  εξισώσεων απλοποιήθηκε σε ένα σύστημα  $N$  εξισώσεων. Η επίλυση προκύπτει με χρήση γραμμικής άλγεβρας από την παραπάνω σχέση (28), που δίνει την ακόλουθη εξίσωση πινάκων:

$$AS_{sum}^T = (I_{inter} + N_0W)\mathbf{I} \quad (29)$$

όπου

$$A = \begin{bmatrix} \frac{W}{\gamma_1 R_1} & -I & . & . & . & -I \\ -I & \frac{W}{\gamma_2 R_2} & . & . & . & -I \\ . & . & . & . & . & . \\ . & . & . & . & . & . \\ . & . & . & . & . & \frac{W}{\gamma_N R_N} \\ -I & -I & . & . & . & . \end{bmatrix} \quad (30)$$

και  $S_{sum} = [S_{sum,1}, \dots, S_{sum,N}]$ , όπου  $n \in \{1, \dots, N\}$  το βέλτιστο διάνυσμα λαμβανόμενης ισχύος και  $I = [I, I, \dots, I]^T$ . Ο δείκτης T δηλώνει τον ανάστροφο ενός διανύσματος ή πίνακα.

Με στοιχειώδεις πράξεις στις σειρές του πίνακα  $A$  (αφαιρώντας την μια σειρά από την άλλη) καταλήγουμε στις εξής σχέσεις μεταξύ των ισχύων:

$$S_{sum,(n+1)} = \frac{\frac{W}{\gamma_n R_n} + I}{\frac{W}{\gamma_{n+1} R_{n+1}} + I} S_{sum,n} \quad (31)$$

από όπου αντικαθιστώντας τις (31) στην πρώτη π.χ. εξίσωση του συστήματος (29) προκύπτει η βέλτιστη λαμβανόμενη ισχύς π.χ.  $S_{sum,1}$ . Όμοια προκύπτουν και οι υπόλοιπες.

$$\frac{W}{\gamma_1 R_1} S_{sum,1} - \frac{\frac{W}{\gamma_1 R_1} + I}{\frac{W}{\gamma_2 R_2} + I} S_{sum,1} - \dots - \frac{\frac{W}{\gamma_1 R_1} + I}{\frac{W}{\gamma_N R_N} + I} S_{sum,1} = I_{inter} + N_0 W \Rightarrow$$

$$\frac{W}{\gamma_1 R_1} S_{sum,1} - \left( \frac{W}{\gamma_1 R_1} + I \right) \left( \sum_{j \neq 1} \frac{I}{\frac{W}{\gamma_j R_j} + I} \right) S_{sum,1} = I_{inter} + N_0 W \Rightarrow$$

$$\left( \frac{W}{\gamma_j R_j} + I \right) \left( 1 - \sum_j \frac{I}{\frac{W}{\gamma_j R_j} + I} \right) S_{sum,l} = I_{inter} + N_0 W$$

Γενικεύοντας για κάθε  $n$  ή αντικαθιστώντας την (31) στην (28), προκύπτει λοιπόν

$$\left( \frac{W}{\gamma_n R_n} + 1 \right) \left( 1 - \sum_j \frac{1}{\frac{W}{\gamma_j R_j} + 1} \right) S_{sum,n} = I_{inter} + N_0 W \quad (32)$$

Επειδή η  $S_{sum,n}$  πρέπει να είναι θετική ποσότητα, προκύπτει πως

$$\sum_{j=1}^N \frac{I}{\frac{W}{\gamma_j R_j} + I} \leq I \quad (33)$$

Από την σχέση (33) είναι εμφανές ότι ακόμα και στην περίπτωση που δεν υπάρχουν περιορισμοί στην ισχύ, δεν μπορούν να ικανοποιηθούν όλες οι απαιτήσεις σε ρυθμό μετάδοσης και  $QoS (E_b/N_0)$ .

Επεκτείνοντας το παραπάνω αποτέλεσμα στην περίπτωση που έχουμε περιορισμό στην ισχύ του τερματικού, προκύπτει

$$S_{sum,n} \leq S_{max,n} \Rightarrow$$

$$\sum_{j=1}^N \frac{1}{\frac{W}{\gamma_j R_j} + 1} \leq 1 - \max_{n=1, \dots, N} \frac{I_{inter} + N_0 W}{S_{max,n} \left( \frac{W}{\gamma_n R_n} + 1 \right)} \quad (34)$$

Ορίζοντας ως

$$\Delta \equiv \max_{n=1, \dots, N} \frac{I_{inter} + N_0 W}{S_{max, n} \left( \frac{W}{\gamma_n R_n} + I \right)} \quad (35)$$

προκύπτει η τελική συνθήκη

$$\sum_{j=1}^N \frac{I}{\frac{W}{\gamma_j R_j} + I} \leq I - \Delta \quad (36)$$

Η συνθήκη (36) προσδιορίζει κατά πόσο είναι εφικτή μια κατανομή  $N$  τερματικών με όρους ρυθμού μετάδοσης, απαιτήσεων σε ποιότητα υπηρεσίας  $E_b/N_0$  και περιορισμών σε ισχύ. Όπως προκύπτει από την σχέση (35), οι χρήστες με μικρό προϋπολογισμό ισχύος, οι οποίοι χρειάζονται υψηλούς ρυθμούς μετάδοσης και έχουν υψηλές απαιτήσεις σε  $E_b/N_0$  θέτουν ένα όριο στο κατά πόσο είναι εφικτή η κατανομή μέσω του παράγοντα  $\Delta$ .

Θεωρώντας λοιπόν μια χρονοσχισμή ενός συστήματος CDMA, όπως εκείνου στην Εικόνα 2, οι σχέσεις (33) και (36) αποτελούν ικανές και αναγκαίες συνθήκες για να υπάρχει λύση στις περιπτώσεις μη περιορισμού και περιορισμού της ισχύος αντίστοιχα και να ικανοποιούνται ταυτόχρονα οι απαιτήσεις των χρηστών. Οι σχέσεις αυτές θα χρησιμοποιηθούν αργότερα ως αρχικές συνθήκες στα προβλήματα των λοιπών κριτηρίων (4.3, 4.4) και στον ορισμό του *ελεγκτή πόρων* (5.3).

Το μέγεθος  $I - \Delta$  θα ονομάζεται στην συνέχεια *κανονικοποιημένη χωρητικότητα*, ενώ ο *κανονικοποιημένος ρυθμός μετάδοσης*  $F_n$  του τερματικού  $n$  θα ισούται με

$$F_n = \frac{1}{\frac{W}{\gamma_n R_n} + 1} \quad (37)$$

Η συνολικά λαμβανόμενη ισχύς  $S_{sum, n}$  του τερματικού  $n$  μπορεί να βρεθεί μέσω της (32). Επίσης, επιλύοντας την εξίσωση (28) ως προς  $R_n$ , υπολογίζεται ο συνολικός

ρυθμός μετάδοσης  $R_n$  του τερματικού  $n$  συναρτήσει του διανύσματος  $S_{sum} = [S_{sum,1}, \dots, S_{sum,N}]$ .

$$R_n = \frac{W}{\gamma_n} \frac{S_{sum,n}}{\left( \sum_{\substack{j=1 \\ j \neq n}}^N S_{sum,j} + I_{inter} + N_0 W \right)} \quad (38)$$

Είναι εμφανής η ομοιότητα των σχέσεων (33) και (36) με τις αντίστοιχες της απλής περίπτωσης ενός κωδικού ανά τερματικό (3) ([9]) και της αναφοράς [11]. Στις σχέσεις όμως (32), (33) και (36) του προτεινόμενου σχήματος, ο ρυθμός μετάδοσης  $R_n$  και η ισχύς  $S_{sum,n}$  του τερματικού  $n$  δίνονται από τις σχέσεις (13) και (14) και αφορούν συνολικά το τερματικό και όχι μεμονωμένα έναν κωδικό του.

Η ανάλυση που ακολουθήθηκε έγινε σε επίπεδο τερματικού και όχι κωδικού, γιατί στο προτεινόμενο υβριδικό σχήμα δεν μας ενδιαφέρουν οι απαιτήσεις (ρυθμός μετάδοσης) και οι περιορισμοί (μέγιστη ισχύς) του χρήστη ανά κωδικό. Π.χ. ένα κινητό τερματικό χαρακτηρίζεται από την μέγιστη μεταδιδόμενη ισχύ του και όχι από την μέγιστη ισχύ ανά κωδικό, που είναι ένα μέγεθος δύσκολα προσδιορίσιμο και εξαρτώμενο από τους κωδικούς που θα του ανατεθούν. Εάν το τερματικό λάβει από τον σταθμό βάσης τον συνολικό ρυθμό μετάδοσης που του ανατέθηκε και την συνολική ισχύ μετάδοσης, μπορεί να επιλέξει αυτόνομα τι κωδικούς θα χρησιμοποιήσει και τον ρυθμό μετάδοσης που θα έχει ο κάθε κωδικός, έχοντας δύο βαθμούς ελευθερίας στην επιλογή του. Εννοείται ως απαραίτητη προϋπόθεση πως το τερματικό δύναται να ενημερώσει μέσω της σηματοδοσίας στην ζεύξη ανόδου τον σταθμό βάσης σχετικά με τους επιλεγόμενους κωδικούς. Η αυτόνομη επιλογή κωδικών από κάθε τερματικό μειώνει την πολυπλοκότητα του σταθμού βάσης, ιδιαίτερα σε περιπτώσεις προβλημάτων των OVSF δέντρων τους.

Η ισχύς ανά κωδικό (που πρέπει να είναι πάντα θετική ποσότητα) μπορεί να βρεθεί εύκολα από τις σχέσεις (14) και (26), δεδομένου ότι ο σταθμός βάσης υπολογίζει μέσω των σχέσεων (32), (33) και (36) την παράμετρο  $S_{sum,n}$  του τερματικού  $n$ . Οι σχέσεις (14) και (26) αναφέρονται ξανά για απλότητα

$$S_{sum,n} = \sum_{m=1}^M C_{m,n} S_{m,n}$$

$$G_1 S_{1,n} = G_2 S_{2,n} = \dots = G_M S_{M,n}$$

Στο σημείο αυτό, πρέπει να τονιστούν τα εξής:

1. Στην ανάλυση που προηγήθηκε, υιοθετείται για λόγους απλότητας η προσέγγιση πως κάθε κινητό τερματικό έχει έναν και μοναδικό τύπο υπηρεσίας την φορά. Στην αντίθετη περίπτωση, όπου το τερματικό μπορεί να υποστηρίζει ταυτόχρονα πολλούς διαφορετικούς τύπους υπηρεσιών, μπορεί να ακολουθηθεί η ίδια ανάλυση (π.χ. αντικαθίσταται το  $\sum_{j=1}^N \dots$  με

$$\sum_{s=1}^S \sum_{n_s=1}^{N_s} \dots, \text{ όπου } s \in \{1, \dots, S\} \text{ οι υπηρεσίες του συστήματος}.$$

2. Η παραπάνω ανάλυση και τα αποτελέσματα που προκύπτουν μπορούν να εφαρμοστούν εξίσου σε FDD, TDD, CDMA ή TD-CDMA συστήματα.

### 4.3 Μεγιστοποίηση της διέλευσης

#### 4.3.1 Ανάλυση

Στην παράγραφο αυτή, θα μελετηθεί το επόμενο κριτήριο βελτιστοποίησης, δηλαδή η μεγιστοποίηση της διέλευσης. Στην ανάλυση που ακολουθεί, εξακολουθεί να ισχύει το κριτήριο της ελαχιστοποίησης της λαμβανόμενης ισχύος. Αυτό σημαίνει πως ο λόγος  $E_b/N_0$  κάθε κωδικού θα ισούται με το προκαθορισμένο κατώφλι  $\gamma_n$ . Η ελαχιστοποίηση της συνολικά λαμβανόμενης ισχύος δίνει την αναγκαία και ικανή συνθήκη (36), ώστε να είναι εφικτή στη χρονοσχισμή μια κατανομή  $N$  τερματικών με συγκεκριμένους ρυθμούς μετάδοσης  $R_n$ , απαιτήσεις σε ποιότητα υπηρεσίας  $(E_b/N_0) \gamma_n$  και περιορισμούς σε ισχύ  $S_{max,n}$ , όπου  $n \in \{1, \dots, N\}$ . Εάν δεν υπάρχουν περιορισμοί στην ισχύ, εφαρμόζεται εναλλακτικά η συνθήκη (33). Ο έλεγχος της εφικτότητας είναι ουσιαστικά ο ελεγκτής πόρων, που περιγράφεται στην παράγραφο



5.3. Το εξαγόμενο διάνυσμα ισχύος από τις σχέσεις (33) ή (36) μπορεί να χρησιμοποιηθεί ως αρχικό διάνυσμα στο πρόβλημα της βελτιστοποίησης.

Το κριτήριο της μεγιστοποίησης της διέλευσης αφορά την μεγιστοποίηση του αθροίσματος των ρυθμών μετάδοσης (38) των  $N$  τερματικών και διατυπώνεται ως εξής:

Να βρεθεί το διάνυσμα  $S_{sum} = [S_{sum,1}, \dots, S_{sum,N}]$ , ώστε να μεγιστοποιηθεί η συνολική διέλευση του συστήματος στη χρονοσχισμή

$$\begin{aligned} & \text{Maximize } \sum_{n=1}^N R_n \Rightarrow \\ & \text{Maximize } \sum_{n=1}^N \frac{W}{\gamma_n} \frac{S_{sum,n}}{\left( \sum_{\substack{j=1 \\ j \neq n}}^N S_{sum,j} + I_{inter} + N_0 W \right)} \quad (39) \end{aligned}$$

Στο σημείο αυτό, θεωρούμε πως  $N_I$  από τα  $N$  τερματικά ( $n \in \{1, \dots, N_I\}$ ), που θέλουν να μεταδώσουν στην χρονοσχισμή, απαιτούν συγκεκριμένο ρυθμό μετάδοσης  $r_n$  στη χρονοσχισμή. Τα υπόλοιπα τερματικά ( $n \in \{N_I + 1, \dots, N\}$ ) θα λάβουν τους υπολειπόμενους πόρους και απαιτούν ένα ελάχιστο ρυθμό μετάδοσης  $R_{min,n}$  στη χρονοσχισμή. Ο μέγιστος ρυθμός μετάδοσης, που μπορεί να ανατεθεί στα  $N_I$  τερματικά, δεν πρέπει να υπερβαίνει το ελάχιστο του μέγιστου ρυθμού του OVSF δέντρου  $R_{max}$  (20) και του ρυθμού που αιτείται  $r_n$  ( $n \in \{1, \dots, N_I\}$ ). Στα υπόλοιπα  $N - N_I$  τερματικά, ο μέγιστος ρυθμός μετάδοσης δεν πρέπει να υπερβαίνει το ελάχιστο του μέγιστου ρυθμού του OVSF δέντρου  $R_{max}$  (20) και του υπολειπόμενου μεγέθους  $R_{res,n}$  του μηνύματος προς αποστολή σε μονάδες ρυθμού μετάδοσης ( $n \in \{N_I + 1, \dots, N\}$ ). Το μέγεθος  $R_{res}$  ορίζεται από το κλάσμα του μεγέθους του μηνύματος στον προσωρινό καταχωρητή του τερματικού προς την χρονική διάρκεια της χρονοσχισμής και εκφράζει το ρυθμό που απαιτείται για την αποστολή όλων των υπόλοιπων δεδομένων του μηνύματος του κινητού τερματικού. Εννοείται πως η τιμή  $R_{res}$  θα προσεγγίζεται με τον πλησιέστερο προς τα άνω ρυθμό του OVSF δέντρου με χρήση της σχέσης (22).

Στην παράγραφο 5.1, θα γίνει αναλυτική αναφορά για τις εφαρμογές που απαιτούν συγκεκριμένο ρυθμό μετάδοσης και για εκείνες που δύναται να εξυπηρετηθούν με λογική βέλτιστης προσπάθειας, εξασφαλίζοντας όμως ένα ελάχιστο ρυθμό μετάδοσης. Θα αναλυθούν, επίσης, όλες οι προαναφερθείσες μεταβλητές και οι διαδικασίες μέσω των οποίων ο σταθμός βάσης γνωρίζει τις τρέχουσες τιμές τους.

Οι περιορισμοί του προβλήματος βελτιστοποίησης (39) είναι οι εξής:

$$0 < S_{sum, n} \leq S_{max, n} \quad \forall n \in \{1, \dots, N\} \quad (40)$$

$$\frac{W}{\gamma_n \left( \sum_{\substack{j=1 \\ j \neq n}}^N S_{sum, j} + I_{inter} + N_0 W \right)} = \min(R_{max}, r_n) \quad n \in \{1, \dots, N_l\} \quad (41)$$

$$R_{min, n} \leq \frac{W}{\gamma_n \left( \sum_{\substack{j=1 \\ j \neq n}}^N S_{sum, j} + I_{inter} + N_0 W \right)} \leq \min(R_{max}, R_{res, n}) \quad (42)$$

$$n \in \{N_l + 1, \dots, N\}$$

Ένας άλλος περιορισμός είναι ότι το διάνυσμα  $S_{sum} = [S_{sum, 1}, \dots, S_{sum, N}]$  πρέπει να είναι τέτοιο, ώστε οι τιμές των  $R_n$  να ανήκουν στις κβαντικοποιημένες στάθμες, που περιγράφονται στην παράγραφο 3.2.1.2. Υπενθυμίζεται ότι ο συνολικός ρυθμός μετάδοσης ανά τερματικό δίνεται από την σχέση (13)  $R_n = \sum_{m=1}^M C_{m, n} \frac{W}{G_m}$ . Ο περιορισμός της κβαντικοποίησης της παραμέτρου  $R_n$  αποτελεί το αντικείμενο της επόμενης παραγράφου.

#### 4.3.2 Περιορισμός της κβαντικοποίησης των ρυθμών μετάδοσης

Οι τεχνικές βελτιστοποίησης, που χρησιμοποιούνται στην πράξη, δεν έχουν συνήθως την δυνατότητα να επιλύουν άμεσα προβλήματα με διακριτές τιμές. Η χρησιμοποίησή

τους γίνεται ακόμα δυσκολότερη σε περιπτώσεις παρόμοιες με του προτεινόμενου υβριδικού MAC πρωτοκόλλου, όπου οι ανεξάρτητες μεταβλητές  $S_{sum} = [S_{sum,1}, \dots, S_{sum,N}]$  είναι συνεχείς, αλλά οι ρυθμοί μετάδοσης  $R_n$ , που εξαρτώνται άμεσα από αυτές μέσω της σχέσης (38), λαμβάνουν διακριτές τιμές. Οι διακριτές αυτές τιμές εξαρτώνται από το OVSF δέντρο και πρέπει να ικανοποιούν την σχέση (13).

Στόχος της βελτιστοποίησης είναι πάντα η εύρεση της ολικής (όχι απλά τοπικής) λύσης του προβλήματος που μεγιστοποιεί την αντικειμενική συνάρτηση. Στην παράγραφο αυτή, η διέλευση αποτελεί την αντικειμενική συνάρτηση. Είναι πιθανόν η λύση του προβλήματος να περιορίζεται από την κβαντικοποίηση των ρυθμών μετάδοσης και να μην ισούται με εκείνη που θα έδινε ένα αντίστοιχο πρόβλημα συνεχών τιμών. Ο περιορισμός αυτός θα αίρεται σταδιακά όσο αυξάνει ο αριθμός των κωδικών-πομποδεκτών που επιτρέπεται κάθε τερματικό να χρησιμοποιήσει, σε βάρος όμως της πολυπλοκότητας του υλικού του συστήματος. Τελικός σκοπός αποτελεί η εύρεση της χρυσής τομής.

Για την διατύπωση του νέου περιορισμού, θα χρησιμοποιηθεί εκ νέου η σχέση (22), που επαναλαμβάνεται εδώ για λόγους απλότητας.

$$f^u(i) = \begin{cases} 2^{\lceil \log_2 i \rceil} R_b & u = 1 \\ iR_b & u \geq 2, u \geq U(i) \\ 2^{\lfloor \log_2 i \rfloor} R_b + f^{u-1}(i - 2^{\lfloor \log_2 i \rfloor}) R_b & \text{αλλιώς} \end{cases}$$

όπου  $i$  ο αιτούμενος ρυθμός σε μονάδες βασικού ρυθμού μετάδοσης  $R_b$ ,  $u$  ο μέγιστος αριθμός κωδικών που επιτρέπεται στο τερματικό να χρησιμοποιήσει,  $U(i)$  ο αριθμός των  $1$  στην δυαδική απεικόνιση του  $i$  και  $f^u(i)$  ο ελάχιστος ρυθμός μετάδοσης που πρέπει να ανατεθεί στο τερματικό.

Τονίζεται πως η σχέση (22) δίνει πάντα την πλησιέστερη στάθμη ρυθμού μετάδοσης προς τα άνω, καθώς  $f^u(i)$  είναι ο ελάχιστος επιτρεπόμενος ρυθμός μετάδοσης που πρέπει να ανατεθεί σε κάθε τερματικό, ώστε να μην εξυπηρετηθεί με ρυθμό μικρότερο του αιτούμενου (π.χ.  $f^2(7) = 8R_b$ ). Η αμέσως προς τα κάτω στάθμη μπορεί να βρεθεί τροποποιώντας την σχέση (22). Παρατηρώντας την (22) και τον

τρόπο λειτουργίας της, προέκυψε πως οι κάτω επιτρεπόμενες στάθμες δίνονται από την σχέση

$$f_i^u(i) = \begin{cases} 2^{\lfloor \log_2 i \rfloor} R_b & u = 1 \\ iR_b & u \geq 2, u \geq U(i) \\ 2^{\lfloor \log_2 i \rfloor} R_b + f_i^{u-1}(i - 2^{\lfloor \log_2 i \rfloor}) R_b & \text{αλλιως} \end{cases} \quad (43)$$

Η σχέση (43) διαφέρει από την (22) στην τιμή της  $f^u(i)$  για  $u = 1$  (στρογγυλοποίηση προς τα κάτω αντί για άνω) και δοκιμάστηκε σε μια πληθώρα περιπτώσεων. Για λόγους διάκρισης, η κάτω στάθμη θα γράφεται ως  $f_i^u(i)$  και η άνω ως  $f^u(i)$ .

Οι σχέσεις (22) και (43) θα χρησιμοποιηθούν για να υπολογιστεί η απόκλιση του τρέχοντος ρυθμού μετάδοσης από την πλησιέστερη στάθμη. Η πλησιέστερη στάθμη έχει προφανώς ως άνω όριο τον μέγιστο ρυθμό μετάδοσης  $R_{max}$  του OVSF δέντρου.

Έστω ότι δίνεται ο ρυθμός μετάδοσης  $14,2 \text{ kbps}$  και ζητείται η στρογγυλοποίησή του (άνω ή κάτω) στην πλησιέστερη επιτρεπόμενη στάθμη. Θεωρείται ο βασικός ρυθμός  $R_b = 1 \text{ kbps}$  και ότι επιτρέπεται η χρήση δύο κωδικών ανά τερματικό, δηλαδή  $u = 2$ .

Εάν το δέντρο έχει  $M = 7$  επίπεδα, οι επιτρεπόμενες στάθμες είναι  $\{1, 2, 3, 4, 5, 6, 8, 9, 10, 12, 16, 17, 18, 20, 24, 32, 33, 34, 36, 40, 48, 64\}$  σε μονάδες  $R_b$ . Από τις παραπάνω στάθμες το σύνολο  $\{1, 2, 4, 8, 16, 32, 64\}$  αποτελείται από δυνάμεις του 2 και οφείλεται στα επίπεδα του OVSF δέντρου. Οι υπόλοιπες στάθμες προκύπτουν από άθροισμα ανά δύο των βασικών αυτών σταθμών (π.χ.  $2+1=3$ ).

Καταρχάς, εκφράζεται ο αιτούμενος ρυθμός σε μονάδες  $R_b$ , με διαίρεση της τιμής του με  $R_b$ . Αν προκύψει πραγματικός αριθμός, στρογγυλοποιείται (άνω ή κάτω) στον πλησιέστερο ακέραιο. Προκύπτει η τιμή  $i = 14$ , που αποτελεί την είσοδο στις σχέσεις (22), (43). Η δυαδική απεικόνιση του 14 είναι 1110 και  $U(14)=3$ . Άρα από εφαρμογή της (22) προκύπτει για την άνω στάθμη:

$$\begin{aligned} f^2(14) &= 2^{\lfloor \log_2 14 \rfloor} R_b + f^1(14 - 2^{\lfloor \log_2 14 \rfloor}) R_b \Rightarrow \\ f^2(14) &= 2^3 R_b + f^1(6) \Rightarrow \\ f^2(14) &= 2^3 R_b + 2^{\lceil \log_2 6 \rceil} R_b \Rightarrow \\ f^2(14) &= 2^3 R_b + 2^3 R_b = 16 R_b \end{aligned}$$

Από εφαρμογή της (43) προκύπτει για την κάτω στάθμη:

$$\begin{aligned}
 f_l^2(14) &= 2^{\lfloor \log_2 14 \rfloor} R_b + f_l^1(14 - 2^{\lfloor \log_2 14 \rfloor}) R_b \Rightarrow \\
 f_l^2(14) &= 2^3 R_b + f_l^1(6) \Rightarrow \\
 f_l^2(14) &= 2^3 R_b + 2^{\lfloor \log_2 6 \rfloor} R_b \Rightarrow \\
 f_l^2(14) &= 2^3 R_b + 2^2 R_b = 12 R_b
 \end{aligned}$$

Όπως παρατηρείται και από το σύνολο  $\{1, 2, 3, 4, 5, 6, 8, 9, 10, 12, 16, 17, 18, 20, 24, 32, 33, 34, 36, 40, 48, 64, \dots\}$ , οι τιμές 12 και 16, που προέκυψαν μέσω των σχέσεων (43) και (22), αποτελούν την κάτω και άνω στάθμη του ρυθμού 14,2 kbps. Από τις δύο αυτές τιμές, αυτή που απέχει λιγότερο από τον αιτούμενο ρυθμό είναι η τιμή 16 kbps και αυτή θα επιλεγεί. Η απόκλιση του τρέχοντος ρυθμού μετάδοσης από την πλησιέστερη στάθμη ισούται με 1,8.

Από την ανάλυση που ακολουθήθηκε, είναι προφανές ότι ο περιορισμός της κβαντικοποίησης των ρυθμών μετάδοσης μπορεί να δοθεί από την εξίσωση της απόκλισης

$$D(R_n) = \min_{n \in \{1, \dots, N\}} \left( \left| R_n - f^u \left( \frac{R_n}{R_b} \right) \right|, \left| R_n - f_l^u \left( \frac{R_n}{R_b} \right) \right| \right) = 0 \quad (44)$$

όπου ο ρυθμός μετάδοσης  $R_n$  προκύπτει από το διάνυσμα  $S_{sum} = [S_{sum,1}, \dots, S_{sum,N}]$  μέσω της σχέσης (38)

$$R_n = \frac{W}{\gamma_n} \frac{S_{sum,n}}{\left( \sum_{\substack{j=1 \\ j \neq n}}^N S_{sum,j} + I_{inter} + N_0 W \right)}$$

Το διάνυσμα  $D$ , που προκύπτει από την εφαρμογή της (44) για κάθε τερματικό, είναι ο νέος περιορισμός που εισάγεται. Μόνο όταν το  $D$  ισούται με το μηδενικό διάνυσμα, η κατανομή της βελτιστοποίησης είναι εφικτή. Πρέπει να σημειωθεί πως ο νέος αυτός περιορισμός είναι μια καινοτομία της διατριβής, που επιλύει για πρώτη

φορά την κβαντικοποίηση του ρυθμού μετάδοσης σε προβλήματα βελτιστοποίησης της ανάθεσης πόρων.

### 4.3.3 Σύνοψη

Το πρόβλημα της μεγιστοποίησης της διέλευσης διατυπώνεται συνολικά από τις σχέσεις (39), (40), (41), (42) και (44) ως εξής:

Να βρεθεί το διάνυσμα  $S_{sum} = [S_{sum,1}, \dots, S_{sum,N}]$ , ώστε να μεγιστοποιηθεί η συνολική διέλευση του συστήματος στη χρονοσχισμή

$$\text{Maximize} \quad \sum_{n=1}^N \frac{W}{\gamma_n} \frac{S_{sum,n}}{\left( \sum_{\substack{j=1 \\ j \neq n}}^N S_{sum,j} + I_{inter} + N_0 W \right)}$$

δεδομένων των περιορισμών

$$0 < S_{sum,n} \leq S_{max,n} \quad \forall n \in \{1, \dots, N\}$$

$$\frac{W}{\gamma_n} \frac{S_{sum,n}}{\left( \sum_{\substack{j=1 \\ j \neq n}}^N S_{sum,j} + I_{inter} + N_0 W \right)} = \min(R_{max}, r_n) \quad n \in \{1, \dots, N_1\}$$

$$R_{min,n} \leq \frac{W}{\gamma_n} \frac{S_{sum,n}}{\left( \sum_{\substack{j=1 \\ j \neq n}}^N S_{sum,j} + I_{inter} + N_0 W \right)} \leq \min(R_{max}, R_{res,n})$$

$$n \in \{N_1 + 1, \dots, N\}$$

$$D(R_n) = \min_{n \in \{1, \dots, N\}} \left( \left| R_n - f^u \left( \frac{R_n}{R_b} \right) \right|, \left| R_n - f^l \left( \frac{R_n}{R_b} \right) \right| \right) = 0$$

Όπως φαίνεται από την σχέση (39), η αντικειμενική συνάρτηση, που πρέπει να μεγιστοποιηθεί, είναι μη γραμμική ως προς τις μεταβλητές του διανύσματος  $S_{sum} = [S_{sum,1}, \dots, S_{sum,N}]$  και τα προβλήματα μη γραμμικού προγραμματισμού είναι γενικά δύσκολο να επιλυθούν. Στην περίπτωση αυτή όμως, οι περιορισμοί (41) και (42) είναι γραμμικές συναρτήσεις ως προς τις μεταβλητές του διανύσματος  $S_{sum} = [S_{sum,1}, \dots, S_{sum,N}]$  και υπάρχουν αποδοτικές μέθοδοι, ανάλογες εκείνων του γραμμικού προγραμματισμού, για την επίλυση τέτοιων προβλημάτων. Ο περιορισμός (44), όμως, αποτελεί μια δύσκολη μη γραμμική εξίσωση.

Υπενθυμίζεται πως εξακολουθεί να ισχύει το κριτήριο της ελαχιστοποίησης της λαμβανόμενης ισχύος. Αυτό σημαίνει πως η σχέση (36) παραμένει αναγκαία και ικανή συνθήκη για να υπάρχει μια εφικτή περιοχή στο πρόβλημα της βελτιστοποίησης. Ως ρυθμοί μετάδοσης στην σχέση (36), μπορούν να τεθούν οι αιτούμενοι  $\min(R_{max}, r_n)$  για χρήστες υπηρεσιών που απαιτούν συγκεκριμένο ρυθμό μετάδοσης ( $n \in \{1, \dots, N_1\}$ ) και ο ελάχιστος αποδεκτός ρυθμός  $R_{min,n}$  στους χρήστες των υπόλοιπων υπηρεσιών ( $n \in \{N_1 + 1, \dots, N\}$ ). Το εξαγόμενο διάνυσμα ισχύος από τις (32) και (36) μπορεί να χρησιμοποιηθεί ως αρχικό διάνυσμα στο πρόβλημα της βελτιστοποίησης.

#### 4.4 Μεγιστοποίηση της κανονικοποιημένης διέλευσης

Στην παράγραφο αυτή, θα μελετηθεί ένα νέο κριτήριο βελτιστοποίησης. Στην ανάλυση που ακολουθεί, εξακολουθεί να ισχύει το κριτήριο της ελαχιστοποίησης της λαμβανόμενης ισχύος, όπως συνέβη και στην μεγιστοποίηση της διέλευσης. Η διατριβή προτείνει μια εναλλακτική αντικειμενική συνάρτηση στην θέση της (39) για το πρόβλημα της βελτιστοποίησης. Σκοπός της νέας αντικειμενικής συνάρτησης είναι η μεγιστοποίηση της δικαιοσύνης με υψηλή όμως διέλευση, δηλαδή η εύρεση ενός βέλτιστου συμβιβασμού μεταξύ διέλευσης και δικαιοσύνης. Το άθροισμα των

ρυθμών μετάδοσης στην (39) αντικαθίσταται με το άθροισμα των κανονικοποιημένων ρυθμών μετάδοσης  $\sum_{n=1}^N F_n$ . Υπενθυμίζεται πως ο κανονικοποιημένος ρυθμός μετάδοσης του τερματικού  $n$  δίνεται από την σχέση (37), που διατυπώνεται ξανά για λόγους απλότητας

$$F_n = \frac{1}{\frac{W}{\gamma_n R_n} + 1}$$

Η μεγιστοποίηση της διέλευσης σε σχήματα CDMA (2.2.3) οδηγεί σύμφωνα με την βιβλιογραφία ([33]) σε λύσεις, όπου το τερματικό είτε μεταδίδει με μέγιστο ρυθμό (ή μέγιστη ισχύ) είτε δεν μεταδίδει καθόλου. Η στρατηγική αυτή ονομάζεται «bang-bang» και οδηγεί σε άδικες αναθέσεις ρυθμών μετάδοσης, όπου μερικά τερματικά στερούνται συνεχώς από πόρους. Από την άλλη μεριά, η προσέγγιση του αθροίσματος των κανονικοποιημένων ρυθμών μετάδοσης ή εναλλακτικά της κανονικοποιημένης διέλευσης εξασφαλίζει ότι τα τερματικά μεταδίδουν με ρυθμούς μετάδοσης που βρίσκονται κοντά σε τιμή, ενώ η συνολική διέλευση παραμένει υψηλή.

Το γεγονός αυτό μπορεί να εξηγηθεί ως εξής. Σύμφωνα με την σχέση (37), ο κανονικοποιημένος ρυθμός μετάδοσης ενός τερματικού αυξάνει, όταν αυξάνει ο αντίστοιχος ρυθμός μετάδοσης. Επομένως, απαιτούνται υψηλοί ρυθμοί για να μεγιστοποιηθεί το άθροισμα των κανονικοποιημένων ρυθμών. Όμως, το άθροισμα ή αλλιώς η κανονικοποιημένη διέλευση φράσσεται άνω από την κανονικοποιημένη χωρητικότητα (δεύτερο μέρος της συνθήκης (36)). Η κανονικοποιημένη χωρητικότητα προσδιορίζεται από το τερματικό με το μεγαλύτερο ρυθμό μετάδοσης, όπως προκύπτει από την (35), και συγκεκριμένα μειώνεται όσο ο ρυθμός αυτός προσεγγίζει την μέγιστη δυνατή τιμή. Αντίθετα, όταν μειώνεται ο ρυθμός του τερματικού με το μεγαλύτερο ρυθμό μετάδοσης, η κανονικοποιημένη χωρητικότητα και ακολούθως η κανονικοποιημένη διέλευση αυξάνονται. Αυτό συμβαίνει γιατί η μείωση του μεγαλύτερου ρυθμού οδηγεί σε περισσότερους διαθέσιμους πόρους για τα άλλα τερματικά και βελτιώνει την δικαιοσύνη. Αποδεικνύεται, λοιπόν, πως απαιτούνται υψηλή δικαιοσύνη και υψηλοί ρυθμοί (αλλά όχι μέγιστοι) για την μεγιστοποίηση της κανονικοποιημένης διέλευσης.



Εναλλακτικά, οδηγούμαστε στο ίδιο συμπέρασμα μέσω της έννοιας της παρεμβολής. Σύμφωνα με την (36), η κανονικοποιημένη διέλευση είναι ένα μέτρο της χρησιμοποίησης της χωρητικότητας του συστήματος. Ανάθεση περισσότερων πόρων στο ίδιο ή σε διαφορετικά τερματικά είναι εφικτή όσο η κανονικοποιημένη διέλευση είναι μικρότερη ή ίση με την κανονικοποιημένη χωρητικότητα. Στα CDMA συστήματα, η χωρητικότητα περιορίζεται από την παρεμβολή. Για να φτάσει το σύστημα στα όρια της χωρητικότητας, και επομένως να μεγιστοποιηθεί η κανονικοποιημένη διέλευση, πρέπει να αυξηθεί η παρεμβολή. Αυτό συμβαίνει όταν ο σταθμός βάσης αναθέσει στα τερματικά υψηλούς και κοντινούς σε τιμή ρυθμούς μετάδοσης.

Το κριτήριο της μεγιστοποίησης της *κανονικοποιημένης διέλευσης* διατυπώνεται ως εξής:

Να βρεθεί το διάνυσμα  $S_{sum} = [S_{sum,1}, \dots, S_{sum,N}]$ , ώστε να μεγιστοποιηθεί η συνολική *κανονικοποιημένη διέλευση* του συστήματος στη χρονοσχισμή

$$\begin{aligned} & \text{Maximize } \sum_{j=1}^N F_j \Rightarrow \\ & \text{Maximize } \sum_{j=1}^N \frac{1}{\frac{W}{\gamma_j R_j} + 1} \end{aligned} \quad (45)$$

Αντικαθιστώντας τον ρυθμό μετάδοσης  $R_j$  από την σχέση (38) στην (45) και με αριθμητικές πράξεις, έχουμε

$$\text{Maximize } \frac{\sum_{j=1}^N S_{sum,j}}{\sum_{j=1}^N S_{sum,j} + I_{inter} + N_0 W} \quad (46)$$

δεδομένων των περιορισμών (40), (41), (42) και (44), δηλαδή:

$$0 < S_{sum,n} \leq S_{max,n} \quad \forall n \in \{1, \dots, N\}$$

$$\frac{W}{\gamma_n} \frac{S_{sum, n}}{\left( \sum_{\substack{j=1 \\ j \neq n}}^N S_{sum, j} + I_{inter} + N_0 W \right)} = \min(R_{max}, r_n) \quad n \in \{1, \dots, N_I\}$$

$$R_{min, n} \leq \frac{W}{\gamma_n} \frac{S_{sum, n}}{\left( \sum_{\substack{j=1 \\ j \neq n}}^N S_{sum, j} + I_{inter} + N_0 W \right)} \leq \min(R_{max}, R_{res, n})$$

$$n \in \{N_I + 1, \dots, N\}$$

$$D(R_n) = \min \left( \left| R_n - f^u \left( \frac{R_n}{R_b} \right) \right|, \left| R_n - f^l \left( \frac{R_n}{R_b} \right) \right| \right) = 0$$

$$n \in \{1, \dots, N\}$$

Για το αρχικό διάνυσμα στο πρόβλημα της βελτιστοποίησης, ισχύουν τα αναφερόμενα στην μεγιστοποίηση της διέλευσης (4.3).

#### 4.5 Επίλυση προβλημάτων βελτιστοποίησης

Η ελαχιστοποίηση της συνολικά λαμβανόμενης ισχύος επιλύεται μέσω των αναλυτικών σχέσεων που προέκυψαν στην παράγραφο 4.2. Τα προβλήματα της μεγιστοποίησης της διέλευσης και της κανονικοποιημένης διέλευσης μπορούν να λυθούν με χρήση είτε αλγορίθμων βελτιστοποίησης είτε ευρετικών αλγορίθμων. Στις παραγράφους που ακολουθούν, θα αναφερθούμε ξεχωριστά σε καθεμία από τις δύο μεθόδους επίλυσης. Θα υλοποιηθούν και οι δύο τρόποι επίλυσης, αλλά θα δοθεί ιδιαίτερη έμφαση στους ευρετικούς αλγορίθμους.

Ο λόγος είναι πως τα προβλήματα, που εξετάζονται στην διατριβή αυτή, είναι έντονα μη γραμμικά, εξαιτίας της κβαντικοποίησης των ρυθμών μετάδοσης, και επομένως δύσκολα να επιλυθούν. Οι ευρετικοί αλγόριθμοι πλεονεκτούν διότι δίνουν γρήγορα και απλά το ολικό βέλτιστο σημείο, ενώ οι αλγόριθμοι βελτιστοποίησης απαιτούν μια ακολουθία επαναλήψεων και σύγκλιση στην ολική βέλτιστη λύση, γεγονός που δεν μπορεί να εξασφαλιστεί πάντα. Επιπλέον, οι αλγόριθμοι βελτιστοποίησης είναι συχνά

υλοποιημένοι σε συγκεκριμένο περιβάλλον και γλώσσα προγραμματισμού (π.χ. Mathematica, Matlab κτλ.).

#### 4.5.1 Αλγόριθμος βελτιστοποίησης αναζήτησης μοτίβου *patternsearch*

Για την επίλυση της μεγιστοποίησης της διέλευσης και της κανονικοποιημένης διέλευσης, μπορεί να χρησιμοποιηθεί περιβάλλον και γλώσσα προγραμματισμού MATLAB, με χρήση του MATLAB Genetic Algorithm and Direct Search Toolbox και συγκεκριμένα του αλγορίθμου αναζήτησης μοτίβου *patternsearch*. Οι λόγοι που οδήγησαν στην επιλογή του συγκεκριμένου αλγορίθμου, μια σύντομη περιγραφή του και γενικά μια περιεκτική αναφορά στους όρους της βελτιστοποίησης συστημάτων, μπορούν να αναζητηθούν στο Παράρτημα Α. Στην συνέχεια, προσαρμόζουμε τα δύο προβλήματα στην συνάρτηση του αλγορίθμου *patternsearch*.

Όταν το πρόβλημα αφορά μεγιστοποίηση της διέλευσης (39), η *patternsearch* θα κληθεί να ελαχιστοποιήσει την αντικειμενική συνάρτηση

$$f(S_{sum}) = -\sum_{n=1}^N \frac{W}{\gamma_n} \frac{S_{sum,n}}{\left( \sum_{\substack{j=1 \\ j \neq n}}^N S_{sum,j} + I_{inter} + N_0 W \right)} \quad (47)$$

, ενώ όταν μεγιστοποιείται η κανονικοποιημένη διέλευση (46), ελαχιστοποιείται η αντικειμενική συνάρτηση

$$f(S_{sum}) = -\frac{\sum_{j=1}^N S_{sum,j}}{\sum_{j=1}^N S_{sum,j} + I_{inter} + N_0 W} \quad (48)$$

με  $S_{sum} = [S_{sum,1}, \dots, S_{sum,N}]$  το ζητούμενο διάνυσμα. Έχοντας την συνολική λαμβανόμενη ισχύ στο σταθμό βάσης που οφείλεται στο κινητό τερματικό  $n$ , μπορεί να βρεθεί η ισχύς κάθε κωδικού του χωριστά, σύμφωνα με τα όσα ειπώθηκαν στην παράγραφο 4.2.

Ο περιορισμός της σχέσης (40) θα διατυπωθεί με άνω κάτω όρια  $ub$  ή  $lb$  αντίστοιχα ως εξής:

$$ub = [S_{\max,1}, S_{\max,2}, \dots, S_{\max,N}] \quad (49)$$

$$lb = [0,0, \dots, 0]$$

Δεδομένου ότι η μετάδοση των  $N$  χρηστών έχει εξασφαλιστεί από την σχέση (36) του αλγορίθμου ελαχιστοποίησης της συνολικά λαμβανόμενης στον σταθμό βάσης ισχύος, που αποτελεί την οντότητα του ελεγκτή πόρων στον χρονοπρογραμματισμό του πρωτοκόλλου (5.3), μπορεί να χρησιμοποιηθεί καταχρηστικά ο τελεστής  $\leq$  αντί του  $<$  για το κάτω όριο της σχέσης (40).

Ο περιορισμός της σχέσης (41) για τις υπηρεσίες που απαιτούν συγκεκριμένο ρυθμό μετάδοσης ( $N_1$  από τις  $N$ ) θα γραφεί υπό την μορφή γραμμικών εξισώσεων  $Aeq \cdot x = beq$  ως εξής:

$$Aeq = \begin{bmatrix} \frac{W}{\gamma_1 \min(R_{\max}, r_1)} & -I & \dots & -I & -I & \dots & -I \\ -I & \frac{W}{\gamma_2 \min(R_{\max}, r_2)} & \dots & -I & -I & \dots & -I \\ \cdot & \cdot & \dots & \cdot & \cdot & \dots & -I \\ \cdot & \cdot & \dots & \cdot & \cdot & \dots & -I \\ \cdot & \cdot & \dots & \cdot & \cdot & \dots & -I \\ -I & -I & \dots & \frac{W}{\gamma_{N_1} \min(R_{\max}, r_{N_1})} & -I & \dots & -I \end{bmatrix} \quad (50)$$

$$beq = (I_{inter} + N_0 W) \begin{bmatrix} I \\ I \\ \cdot \\ \cdot \\ \cdot \\ I \end{bmatrix}$$

Ο πίνακας  $Aeq$  είναι διαστάσεων  $N_1 * N$  και το διάνυσμα  $beq$  διάστασης  $N_1$ .

Ο περιορισμός της σχέσης (42) για τις υπόλοιπες υπηρεσίες ( $N_2 = N - N_1$ ) θα γραφεί υπό την μορφή γραμμικών ανισώσεων  $A \cdot x \leq b$  ως εξής:

$$A = \begin{bmatrix} 1 & \dots & 1 & -\frac{W}{\gamma_{N_1+1} R_{min, N_1+1}} & 1 & \dots & 1 \\ 1 & \dots & 1 & 1 & -\frac{W}{\gamma_{N_1+2} R_{min, N_1+2}} & \dots & 1 \\ 1 & \dots & 1 & \cdot & \cdot & \dots & \cdot \\ 1 & \dots & 1 & \cdot & \cdot & \dots & \cdot \\ 1 & \dots & 1 & \cdot & \cdot & \dots & \cdot \\ 1 & \dots & 1 & 1 & 1 & \dots & -\frac{W}{\gamma_N R_{min, N}} \\ -1 & \dots & -1 & \frac{W}{\gamma_{N_1+1} \min(R_{max}, R_{res, N_1+1})} & -1 & \dots & -1 \\ -1 & \dots & -1 & -1 & \frac{W}{\gamma_{N_1+2} \min(R_{max}, R_{res, N_1+2})} & \dots & -1 \\ -1 & \dots & -1 & \cdot & \cdot & \dots & \cdot \\ -1 & \dots & -1 & \cdot & \cdot & \dots & \cdot \\ -1 & \dots & -1 & \cdot & \cdot & \dots & \cdot \\ -1 & \dots & -1 & -1 & -1 & \dots & \frac{W}{\gamma_N \min(R_{max}, R_{res, N})} \end{bmatrix}$$

(51)

$$b = -(I_{inter} + N_0 W) \begin{bmatrix} 1 \\ 1 \\ 1 \\ 1 \\ 1 \\ 1 \\ -1 \\ -1 \\ -1 \\ -1 \\ -1 \\ -1 \end{bmatrix}$$

Ο πίνακας  $A$  είναι διαστάσεων  $2N_2 * N$  και το διάνυσμα  $b$  διάστασης  $2N_2$ .

Μη γραμμικές ανισώσεις δεν υπάρχουν. Ο περιορισμός της κβαντικοποίησης των ρυθμών μετάδοσης (44) θα δοθεί με την μορφή μη γραμμικής εξίσωσης.

$$c(S_{sum}) = []$$

$$ceq(S_{sum}) = \min \left( \left| R_n(S_{sum}) - f^u \left( \frac{R_n(S_{sum})}{R_b} \right) \right|, \left| R_n(S_{sum}) - f^l \left( \frac{R_n(S_{sum})}{R_b} \right) \right| \right) \quad (52)$$

όπου  $n \in \{1, \dots, N\}$  και ο ρυθμός μετάδοσης  $R_n$  προκύπτει από το διάνυσμα  $S_{sum} = [S_{sum,1}, \dots, S_{sum,N}]$  μέσω της σχέσης (38)

$$R_n = \frac{W}{\gamma_n} \frac{S_{sum,n}}{\left( \sum_{\substack{j=1 \\ j \neq n}}^N S_{sum,j} + I_{inter} + N_0 W \right)}$$

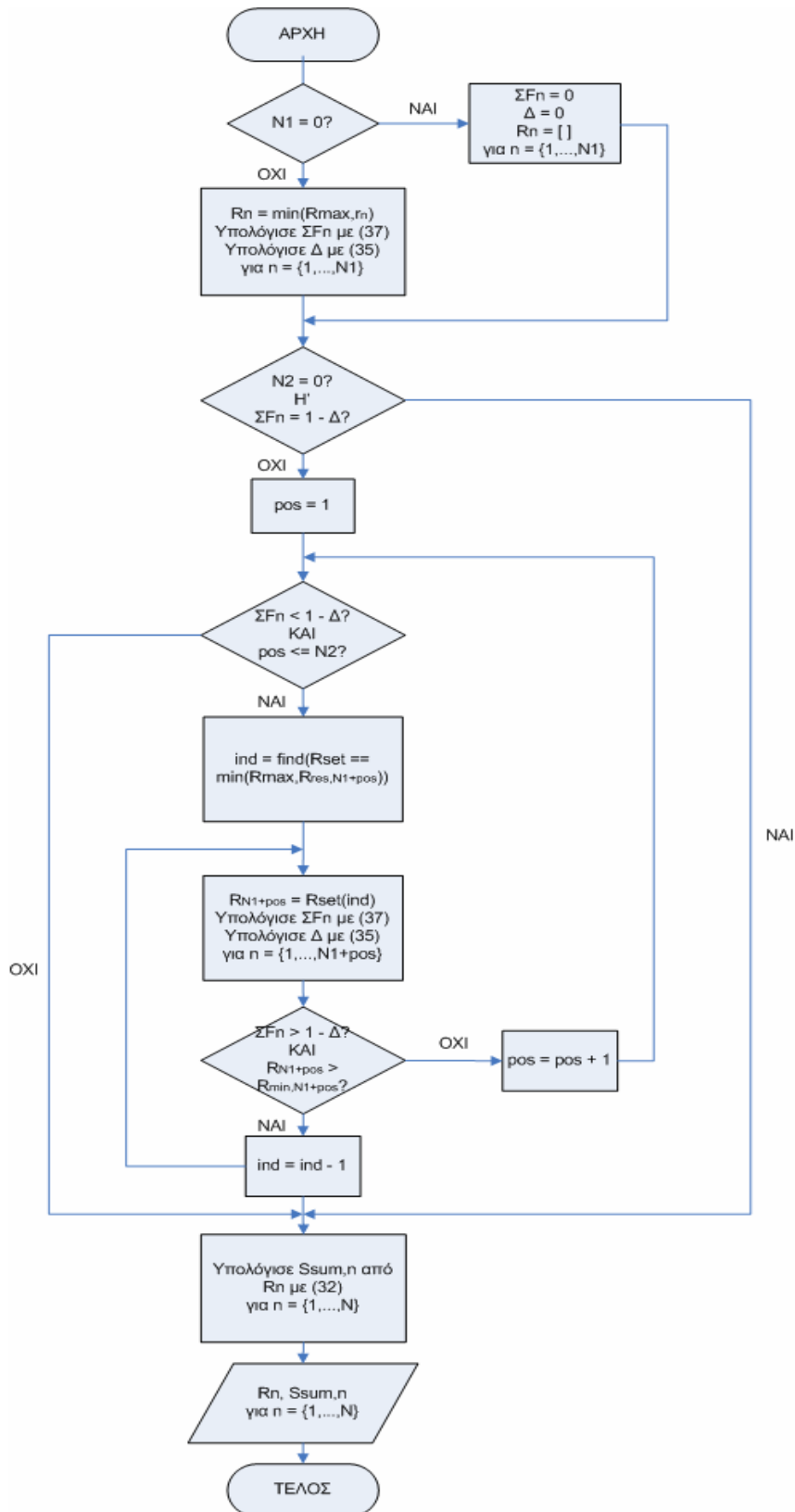
Ως αρχικό διάνυσμα θα χρησιμοποιηθεί το διάνυσμα ισχύος  $S_{sum} = [S_{sum,1}, \dots, S_{sum,N}]$ , που προκύπτει από τον αλγόριθμο ελαχιστοποίησης της συνολικά λαμβανόμενης στον σταθμό βάσης ισχύος, ο οποίος περιγράφηκε στην παράγραφο 4.2.

Η λύση του προβλήματος θα δώσει ένα διάνυσμα  $S_{sum} = [S_{sum,1}, \dots, S_{sum,N}]$ , που θα ελαχιστοποιεί την αντικειμενική συνάρτηση  $f(S_{sum})$  της σχέσης (47) ή (48). Από το διάνυσμα αυτό και την σχέση (38), προκύπτουν οι ρυθμοί μετάδοσης ανά τερματικό  $n$ .

#### 4.5.2 Ευρετικοί αλγόριθμοι μεγίστου ρυθμού (ή μεγίστης ισχύος) και μεγίστης δικαιοσύνης

Σχεδιάστηκαν δύο ευρετικοί αλγόριθμοι. Ο αλγόριθμος μεγίστου ρυθμού (ή μεγίστης ισχύος) MaxRate μεγιστοποιεί την διέλευση και ο αλγόριθμος μεγίστης δικαιοσύνης MaxFair μεγιστοποιεί την κανονικοποιημένη διέλευση και μέσω αυτής την δικαιοσύνη.

#### 4.5.2.1 Ευρετικός αλγόριθμος μεγίστου ρυθμού (ή μεγίστης ισχύος) MaxRate



**Εικόνα 8:** Διάγραμμα ροής του αλγορίθμου μεγίστου ρυθμού (ή μεγίστης ισχύος) MaxRate. Η μεταβλητή  $R_{set}$  αντιπροσωπεύει το διακριτό σύνολο των ρυθμών μετάδοσης του υβριδικού σχήματος.

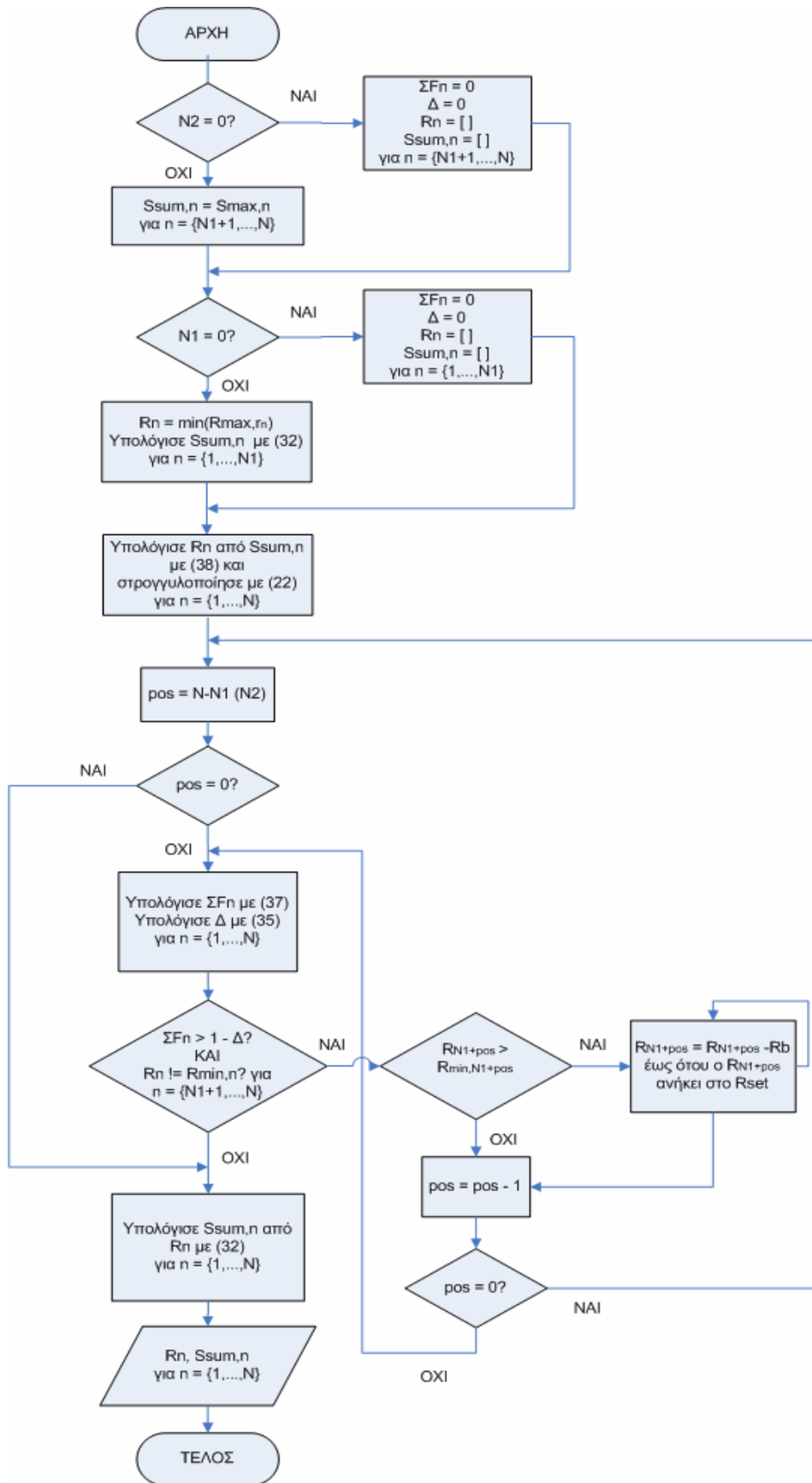
Η αρχή λειτουργίας του αλγορίθμου MaxRate στηρίζεται στον κανόνα «bang-bang», που έχει αποδειχθεί στην βιβλιογραφία ([33]). Σύμφωνα με την θεωρία αυτή, η μεγιστοποίηση της διέλευσης σε σχήματα CDMA επιτυγχάνεται όταν το τερματικό είτε μεταδίδει με μέγιστο ρυθμό (ή μέγιστη ισχύ) είτε δεν μεταδίδει καθόλου. Ο MaxRate προσπαθεί, επομένως, να αναθέσει σε κάθε τερματικό, που εξυπηρετείται με βέλτιστη προσπάθεια, τον μέγιστο δυνατό ρυθμό μετάδοσης που επιτρέπουν οι υπολειπόμενοι πόροι στην χρονοσχισμή. Το διάγραμμα ροής του αλγορίθμου φαίνεται στην Εικόνα 8.

Εν συντομία, ο αλγόριθμος αναθέτει αρχικά ρυθμό μετάδοσης στους  $N_1$  χρήστες υπηρεσιών που απαιτούν συγκεκριμένους πόρους, εφόσον υπάρχουν. Θεωρείται πως οι πόροι αυτοί έχουν εξασφαλιστεί για τους  $N_1$  χρήστες από τον ελεγκτή πόρων (σχέση (36)), που προηγείται της ανάθεσης πόρων (5.3). Εφόσον υπάρχει υπολειπόμενη χωρητικότητα, η οποία ελέγχεται μέσω της σχέσης (36), η ανάθεση συνεχίζει για τους  $N_2$  χρήστες υπηρεσιών βέλτιστης προσπάθειας εάν υπάρχουν. Θεωρείται πως ο ελεγκτής πόρων εξασφαλίζει την μετάδοση και των  $N_2$  χρηστών με τον ελάχιστο αποδεκτό ρυθμό  $R_{\min}$ . Ο αλγόριθμος αναθέτει, αρχικά, σε κάθε τερματικό βέλτιστης προσπάθειας τον ελάχιστο από τον μέγιστο ρυθμό του OVSF δέντρου  $R_{\max}$  και τον υπολειπόμενο ρυθμό στον καταχωρητή του τερματικού  $R_{res}$ . Εάν με τον ρυθμό αυτό παραβιάζεται η σχέση (36), ανατίθεται ο αμέσως μικρότερος ρυθμός έως ότου η κατανομή των πόρων είναι εφικτή. Ειδική μέριμνα τίθεται ώστε να μην μειωθεί ο ρυθμός μετάδοσης κάτω από τον ελάχιστο αποδεκτό. Στην συνέχεια, η διαδικασία επαναλαμβάνεται για το επόμενο τερματικό μέχρι να ανατεθούν πόροι και στους  $N_2$  χρήστες. Τέλος, υπολογίζεται το διάνυσμα ισχύος των τερματικών από το αντίστοιχο διάνυσμα ρυθμών μετάδοσης μέσω της (32).

#### 4.5.2.2 Ευρετικός αλγόριθμος μέγιστης δικαιοσύνης MaxFair

Στην παράγραφο 4.4, αποδείχθηκε πως η μεγιστοποίηση της κανονικοποιημένης διέλευσης οδηγεί σε ανάθεση στα τερματικά βέλτιστης προσπάθειας υψηλών ρυθμών μετάδοσης, μικρότερων όμως του μεγίστου ρυθμού, και κοντινών στην τιμή, δηλαδή





**Εικόνα 9:** Διάγραμμα ροής του αλγορίθμου μεγίστης δικαιοσύνης MaxFair. Η μεταβλητή  $R_{set}$  αντιπροσωπεύει το διακριτό σύνολο των ρυθμών μετάδοσης του υβριδικού σχήματος.

με υψηλή δικαιοσύνη. Ο αλγόριθμος MaxFair επιτυγχάνει το ίδιο αποτέλεσμα με την μεγιστοποίηση της κανονικοποιημένης διέλευσης, θεωρώντας πως τα τερματικά αυτά εκπέμπουν όλα με την ίδια μέγιστη ισχύ. Η μέγιστη ισχύς εγγυάται τους υψηλούς ρυθμούς, ενώ από την σχέση (38) προκύπτει πως ίσες ποσότητες ισχύος δίνουν ίσους ρυθμούς μετάδοσης, δηλαδή τέλεια δικαιοσύνη. Με τον τρόπο αυτό, ο MaxFair βρίσκει αρχικά μια προσεγγιστική λύση και αναζητά γύρω από αυτήν την ακριβή λύση. Το διάγραμμα ροής του αλγορίθμου φαίνεται στην Εικόνα 9.

Ισχύει και στην περίπτωση αυτή ότι ο ελεγκτής πόρων (5.3) έχει εξασφαλίσει την μετάδοση στην χρονοσχισμή των  $N_1$  τερματικών με τους συγκεκριμένους πόρους που αιτούνται και των  $N_2$  με τον ελάχιστο αποδεκτό ρυθμό  $R_{\min}$ . Εν συντομία, ο αλγόριθμος θεωρεί πως, εφόσον υπάρχουν τερματικά βέλτιστης προσπάθειας, αυτά εκπέμπουν όλα με την ίδια μέγιστη ισχύ. Στην συνέχεια, εάν υπάρχουν  $N_1$  χρήστες υπηρεσιών που απαιτούν συγκεκριμένους πόρους, αναθέτει σε όλους τους πόρους αυτούς και υπολογίζει την ισχύ των  $N_1$  τερματικών μέσω της σχέσης (32). Έχοντας το διάνυσμα ισχύος  $S_{sum}$  για το σύνολο των τερματικών, προσδιορίζεται μια προσεγγιστική λύση για τους ρυθμούς μετάδοσης μέσω της (38), η οποία στρογγυλοποιείται προς τα άνω με χρήση της (22). Στην συνέχεια, ελέγχεται η εφικτότητα της κατανομής μέσω της (36). Εάν η συνθήκη ισχύει, υπολογίζεται το ακριβές διάνυσμα ισχύος από το αντίστοιχο διάνυσμα ρυθμών μετάδοσης μέσω της (32). Σε αντίθετη περίπτωση, επιλέγεται ο αμέσως μικρότερος ρυθμός για το τρέχον τερματικό βέλτιστης προσπάθειας και ο αλγόριθμος συνεχίζει στο επόμενο τερματικό. Η διαδικασία επαναλαμβάνεται έως ότου η κατανομή γίνει εφικτή. Ειδική μέριμνα τίθεται ώστε να μην μειωθεί ο ρυθμός μετάδοσης κάτω από τον ελάχιστο αποδεκτό.

#### **4.5.2.3 Μαθηματική τεκμηρίωση και ανάλυση ευρετικών αλγορίθμων MaxRate και MaxFair**

Ο αλγόριθμος MaxRate στηρίζεται στην γενική αρχή «bang-bang» των «άπληστων αλγορίθμων», σύμφωνα με την οποία η μεγιστοποίηση της διέλευσης σε σχήματα CDMA επιτυγχάνεται όταν το τερματικό είτε μεταδίδει με μέγιστο ρυθμό (ή μέγιστη ισχύ) είτε δεν μεταδίδει καθόλου. Η αρχή αυτή περιγράφηκε αναλυτικά στην

παράγραφο 2.2.3. Η επιλογή της μετάδοσης με μέγιστο ρυθμό ή μέγιστη ισχύ γίνεται ανάλογα με το εάν υπάρχει περιορισμός στον μέγιστο ρυθμό μετάδοσης ή στην μέγιστη ισχύ μετάδοσης του τερματικού αντίστοιχα. Ουσιαστικά, στην πράξη, ο περιορισμός σε μέγιστη ισχύ οδηγεί σε περιορισμό σε μέγιστο ρυθμό και αντίστροφα, οπότε καταλήγουμε σε ένα κοινό αποτέλεσμα. Εάν υπάρχει επιπλέον κάποιος άλλος περιορισμός π.χ. στον μέγιστο ρυθμό μετάδοσης, που δεν οφείλεται στην μέγιστη ισχύ, επιλέγεται ως μέγιστος ρυθμός ο μικρότερος των δύο παραπάνω. Τυπικό παράδειγμα είναι όταν διαφέρει ο μέγιστος ρυθμός του OVSF δέντρου και ο μέγιστος ρυθμός που αντιστοιχεί σε μέγιστη ισχύ.

Ένας τρόπος να υπολογιστεί ο μέγιστος ρυθμός, που οφείλεται στην μέγιστη ισχύ, είναι μέσω της συνθήκης (36), εάν ανατεθούν οι αιτούμενοι πόροι στους  $N_1$  χρήστες, ο ελάχιστος αποδεκτός ρυθμός  $R_{\min}$  στους  $N_2 - 1$  χρήστες και βρεθεί ο ρυθμός για τον εναπομείναντα (από τους  $N_2$ ) χρήστη. Αυτός ο ρυθμός αντιστοιχεί στον μέγιστο ρυθμό του τερματικού για την συγκεκριμένη υπηρεσία, δεδομένων της κατανομής των  $N$  τερματικών και του περιορισμού σε μέγιστη ισχύ. Εκεί στηρίζεται ο ευρετικός αλγόριθμος MaxRate (Εικόνα 8), ο οποίος αποδίδει σε κάθε τερματικό τον μέγιστο δυνατό ρυθμό, που ουσιαστικά είναι ο μικρότερος του μέγιστου ρυθμού που αντιστοιχεί στην μέγιστη ισχύ, του μέγιστου ρυθμού του OVSF δέντρου και του ρυθμού  $R_{res}$  που απαιτείται για την αποστολή των υπολειπόμενων δεδομένων του καταχωρητή του τερματικού.

Έστω ότι υπάρχουν  $N$  τερματικά. Για απλοποίηση της ανάλυσης, θεωρείται προς το παρόν πως τα τερματικά  $N$  είναι βέλτιστης προσπάθειας ( $N = N_2$ ) και πως έχουν όλα την ίδια μέγιστη ισχύ  $S_{\max}$  ( $S_{\max, n} = S_{\max} \quad \forall n \in \{1, \dots, N\}$ ). Ας θεωρηθεί, επίσης, για την συγκεκριμένη κατανομή, πως η μεγιστοποίηση της διέλευσης επιτυγχάνεται όταν  $K$  από τα  $N$  τερματικά μεταδίδουν με μέγιστη ισχύ και τα υπόλοιπα  $N - K$  δεν μεταδίδουν καθόλου. Ο ρυθμός μετάδοσης του καθενός από τα  $k$  ( $k \in \{1, \dots, K\}$ ) τερματικά δίνεται από την σχέση (38) και ισούται με

$$R_k = \frac{W}{\gamma_k} \frac{S_{\max}}{((K-1)S_{\max} + I_{inter} + N_0W)} \quad (53)$$

Η συνολική διέλευση δίνεται από το άθροισμα των ρυθμών των  $K$  τερματικών, αφού τα υπόλοιπα  $N - K$  δεν μεταδίδουν καθόλου, και είναι ίση με

$$\sum_{n=1}^N R_n = \sum_{k=1}^K R_k = \frac{W}{\gamma} \frac{KS_{\max}}{((K-1)S_{\max} + I_{inter} + N_0W)} \quad (54)$$

, εφόσον τα  $K$  τερματικά έχουν τις ίδιες απαιτήσεις  $\gamma$  σε  $E_b/N_0$ . Αλλιώς, η διέλευση ισούται με το άθροισμα των (53) για κάθε  $k \in \{1, \dots, K\}$ .

Στην σχέση (53) και επομένως στην (54), μπορεί να καταλήξει κανείς και μέσω της συνθήκης (36). Στο σημείο αυτό, θα αποδειχθεί η (53) μέσω της (36), για την περίπτωση, όμως, όπου  $N \neq N_2$ . Έστω ότι τα  $N_1$  τερματικά έχουν άθροισμα κανονικοποιημένων ρυθμών ίσο με  $A$ . Τότε, σύμφωνα με την (36), ισχύει

$$\begin{aligned} \sum_{j=1}^N \frac{1}{\frac{W}{\gamma_j R_j} + 1} &\leq 1 - \max_{n=1, \dots, N} \frac{I_{inter} + N_0W}{S_{\max, n} \left( \frac{W}{\gamma_n R_n} + 1 \right)} \Rightarrow \\ \sum_{j=N_1+1}^N \frac{1}{\frac{W}{\gamma_j R_j} + 1} &\leq 1 - \max_{n=N_1+1, \dots, N} \frac{I_{inter} + N_0W}{S_{\max, n} \left( \frac{W}{\gamma_n R_n} + 1 \right)} - A \Rightarrow \\ \frac{K}{\frac{W}{\gamma R} + 1} \left( 1 + \frac{I_{inter} + N_0W}{KS_{\max}} \right) &\leq 1 - A \Rightarrow \\ \frac{1}{\frac{W}{\gamma R} + 1} &\leq \frac{S_{\max}(1-A)}{KS_{\max} + I_{inter} + N_0W} \Rightarrow \\ \frac{W}{\gamma R} &\geq \frac{(K-1+A)S_{\max} + I_{inter} + N_0W}{S_{\max}(1-A)} \Rightarrow \\ R &\leq \frac{W}{\gamma} \frac{S_{\max}(1-A)}{(K-1+A)S_{\max} + I_{inter} + N_0W} \quad (55) \end{aligned}$$

Εάν στην σχέση (55) τεθεί  $A=0$ , η (55) μεταπίπτει στην (53). Στην παραπάνω ανάλυση, θεωρήθηκε πως ο μεγαλύτερος, όλων των  $N$  τερματικών, ρυθμός  $R_n$ , που επηρεάζει την παράμετρο  $\Delta$  (35) του δεξιού μέλους της (36), ανήκει σε κάποιο από τα  $N_2$  τερματικά και συγκεκριμένα ενός από τα  $K$  που μεταδίδουν. Αυτό είναι στην πράξη αληθές, διότι τα  $N_2$  τερματικά έχουν υπηρεσίες δεδομένων, που απαιτούν υψηλούς ρυθμούς μετάδοσης για να στείλουν τις μεγάλες δέσμες πακέτων τους, και μπορεί να λάβουν μέγιστο ρυθμό με την λογική βέλτιστης προσπάθειας, ενώ τα  $N_1$  τερματικά λαμβάνουν πάντα τους αιτούμενους πόρους. Επίσης, θεωρείται πως τα  $K$  τερματικά έχουν τις ίδιες απαιτήσεις  $\gamma$  σε  $E_b/N_0$  και αφού εκπέμπουν με την ίδια μέγιστη ισχύ, έχουν τον ίδιο ρυθμό  $R$ .

Υπάρχει η πιθανότητα η μέγιστη ισχύς των  $K$  τερματικών να μην είναι αρκετή, ώστε να χρησιμοποιηθεί πλήρως η χωρητικότητα της χρονοσχισμής, αλλά η χωρητικότητα να μην επαρκεί για την μετάδοση ενός επιπλέον τερματικού με μέγιστη ισχύ. Στην περίπτωση αυτή, θα μεταδώσει ένα επιπλέον τερματικό με ισχύ  $S_{sum, K+1}$  μικρότερη της μέγιστης και ρυθμό  $R_{K+1}$ . Τα υπόλοιπα  $N-K-1$  τερματικά δεν μεταδίδουν καθόλου. Ο ρυθμός  $R_{K+1}$  μπορεί να βρεθεί από τον MaxRate μέσω της σχέσης (36), ώστε να εξαντληθεί όσο το δυνατόν περισσότερο (εάν όχι πλήρως) η χωρητικότητα. Η χωρητικότητα μπορεί να μην χρησιμοποιείται ποτέ πλήρως (με ισότητα στην σχέση (36)) σε ένα υβριδικό πρωτόκολλο με κβαντικοποιημένους ρυθμούς μετάδοσης, αλλά μπορεί να υπολείπεται ένα ελάχιστο μέρος. Ο ρυθμός μετάδοσης του  $k$  τερματικού ( $k \in \{1, \dots, K\}$ ) και η συνολική διέλευση είναι αντίστοιχα

$$R_k = \frac{W}{\gamma_k} \frac{S_{\max}}{((K-1)S_{\max} + S_{sum, K+1} + I_{inter} + N_0W)} \quad (56)$$

$$\sum_{n=1}^N R_n = \left( \sum_{k=1}^K R_k \right) + R_{K+1} = \frac{W}{\gamma} \frac{KS_{\max}}{((K-1)S_{\max} + S_{sum, K+1} + I_{inter} + N_0W)} + R_{K+1} \quad (57)$$

Η ισχύς  $S_{sum, K+1}$  μπορεί να βρεθεί από τον ρυθμό  $R_{K+1}$ , εφόσον αυτός έχει υπολογιστεί από την σχέση (36), δηλαδή

$$R_{K+1} = \frac{W}{\gamma_{K+1}} \frac{S_{sum, K+1}}{(KS_{\max} + I_{inter} + N_0W)} \quad (58)$$

και επομένως,

$$S_{sum, K+1} = \frac{\gamma_{K+1}}{W} R_{K+1} (KS_{\max} + I_{inter} + N_0W) \quad (59)$$

Εάν το σχήμα χρονοπρογραμματισμού των ροών επιτρέπει την μετάδοση  $K$  τερματικών με μέγιστη ισχύ,  $M$  τερματικών με ισχύ μικρότερη της μέγιστης και  $N - K - M$  τερματικών που δεν μεταδίδουν καθόλου, προκύπτουν παρόμοιες σχέσεις με τις (56)-(59). Οι ρυθμοί των  $M$  τερματικών βρίσκονται από τον MaxRate μέσω της (36), εξασφαλίζοντας σε όλα τα  $M$  τερματικά τον ελάχιστο αποδεκτό ρυθμό  $R_{\min}$  και προσπαθώντας σταδιακά να αναθέσει σε καθένα από αυτά όσο το δυνατόν μεγαλύτερο ρυθμό μέχρι εξαντλήσεως της χωρητικότητας. Η ισχύς καθενός από τα  $M$  τερματικά βρίσκεται από ένα σύστημα  $M$  εξισώσεων με  $M$  αγνώστους, παρόμοιων της (59).

Ο αλγόριθμος MaxFair στοχεύει σε υψηλή δικαιοσύνη μεταξύ των  $N$  τερματικών. Για απλοποίηση της ανάλυσης, θεωρείται, ξανά, προς το παρόν πως τα τερματικά  $N$  είναι βέλτιστης προσπάθειας ( $N = N_2$ ) και πως έχουν όλα την ίδια μέγιστη ισχύ  $S_{\max}$  ( $S_{\max, n} = S_{\max} \quad \forall n \in \{1, \dots, N\}$ ) και τις ίδιες απαιτήσεις  $\gamma$  σε  $E_b/N_0$ . Στην ιδανική περίπτωση της πλήρους δικαιοσύνης, όλοι οι ρυθμοί θα είναι ίσοι μεταξύ τους, δηλαδή  $R_n = R \quad \forall n \in \{1, \dots, N\}$ . Χρησιμοποιώντας την συνθήκη (36), βρίσκουμε τον ρυθμό  $R$  ως εξής:

$$\sum_{j=1}^N \frac{1}{\frac{W}{\gamma_j R_j} + 1} \leq 1 - \max_{n=1, \dots, N} \frac{I_{inter} + N_0W}{S_{\max, n} \left( \frac{W}{\gamma_n R_n} + 1 \right)} \Rightarrow$$

$$\frac{N}{\frac{W}{\gamma R} + 1} \leq 1 - \frac{I_{inter} + N_0W}{S_{\max} \left( \frac{W}{\gamma R} + 1 \right)} \Rightarrow$$

$$\frac{1}{\frac{W}{\gamma R} + 1} \left( N + \frac{I_{inter} + N_0 W}{S_{\max}} \right) \leq 1 \Rightarrow$$

$$N + \frac{I_{inter} + N_0 W}{S_{\max}} - 1 \leq \frac{W}{\gamma R} \Rightarrow$$

$$R \leq \frac{W}{\gamma} \frac{S_{\max}}{(N-1)S_{\max} + I_{inter} + N_0 W} \quad (60)$$

Επιβεβαιώνεται από την (60) ότι ο μέγιστος ρυθμός μετάδοσης των τερματικών για πλήρη δικαιοσύνη επιτυγχάνεται όταν τα τερματικά αυτά εκπέμπουν όλα με την ίδια μέγιστη ισχύ, όπως σωστά θεωρήθηκε στον αλγόριθμο MaxFair. Η διαφορά της (60) με την (53) έγκειται στο γεγονός ότι στον MaxFair όλα τα  $N$  τερματικά μεταδίδουν με μέγιστη ισχύ και όχι ένα υποσύνολο  $K$ . Η διέλευση θα ισούται με

$$\sum_{n=1}^N R_n = \frac{W}{\gamma} \frac{NS_{\max}}{((N-1)S_{\max} + I_{inter} + N_0 W)} \quad (61)$$

Στην περίπτωση όπου ισχύει  $N \neq N_2$  και τα  $N_1$  τερματικά έχουν άθροισμα κανονικοποιημένων ρυθμών ίσο με  $A$ , αποδεικνύεται, παρόμοια, μέσω της (36) ότι ισχύει

$$R \leq \frac{W}{\gamma} \frac{S_{\max}(1-A)}{(N_2 - 1 + A)S_{\max} + I_{inter} + N_0 W} \quad (62)$$

Εάν στην σχέση (62) τεθούν  $A = 0$  και  $N = N_2$ , η (62) μεταπίπτει στην (60).

Πρέπει να σημειωθεί πως στην παράγραφο αυτή έγιναν κάποιες απλοποιήσεις του προβλήματος. Θεωρήθηκε π.χ., σε ορισμένα σημεία, πως τα τερματικά βέλτιστης προσπάθειας  $N_2$  έχουν την ίδια μέγιστη ισχύ  $S_{\max}$  ή τις ίδιες απαιτήσεις  $\gamma$  σε  $E_b/N_0$ . Αυτό έγινε για να παρακάμψουμε την δυσκολία των αθροισμάτων. Επίσης, η τελική ισχύς που μεταδίδει ένα τερματικό μπορεί να είναι ελάχιστα μικρότερη εκείνης που θεωρείται αρχικά, π.χ. της μέγιστης, εξαιτίας της κβαντικοποίησης των ρυθμών

μετάδοσης. Είναι σημαντικό να ειπωθεί πως, στην πράξη, δεν θα χρησιμοποιηθούν οι σχέσεις της παραγράφου αυτής, αλλά τα διαγράμματα ροής των παραγράφων 4.5.2.1 και 4.5.2.2, που χρησιμοποιούν τις σχέσεις (22), (32), (35)-(38), που έχουν εξαχθεί χωρίς απλοποιήσεις και ισχύουν σε κάθε γενική περίπτωση. Σκοπός της παραγράφου αυτής δεν είναι η μαθηματική επίλυση των ευρετικών αλγορίθμων MaxRate και MaxFair και η δημιουργία αναλυτικών σχέσεων, αλλά μια πρώτη διερεύνηση της λειτουργίας τους.

#### 4.5.2.4 Σύγκριση διέλευσης των ευρετικών αλγορίθμων MaxRate και MaxFair

Σε συνέχεια της ανάλυσης της προηγούμενης παραγράφου, επιχειρείται μια σύγκριση μεταξύ των διελεύσεων στην χρονοσχισμή των MaxRate και MaxFair. Σύμφωνα με την βιβλιογραφία ([33]), η μεγιστοποίηση της διέλευσης συμβαίνει με την θεωρία «bang-bang» των «άπληστων αλγορίθμων», την οποία ακολουθεί ο αλγόριθμος MaxRate. Στο σημείο αυτό, αναζητούμε εάν υπάρχει κάποια περίπτωση ο MaxFair να υπερτερεί σε διέλευση του MaxRate, διαψεύδοντας την βιβλιογραφία. Για το σκοπό αυτό, χρησιμοποιούνται οι σχέσεις (54) και (61).

$$\begin{aligned} \frac{W}{\gamma} \frac{NS_{\max}}{((N-1)S_{\max} + I_{\text{inter}} + N_0W)} &\geq \frac{W}{\gamma} \frac{KS_{\max}}{((K-1)S_{\max} + I_{\text{inter}} + N_0W)} \Rightarrow \\ \frac{N}{((N-1)S_{\max} + I_{\text{inter}} + N_0W)} &\geq \frac{K}{((K-1)S_{\max} + I_{\text{inter}} + N_0W)} \Rightarrow \\ N(K-1)S_{\max} + N(I_{\text{inter}} + N_0W) &\geq K(N-1)S_{\max} + K(I_{\text{inter}} + N_0W) \Rightarrow \\ N(K-1)S_{\max} - K(N-1)S_{\max} &\geq K(I_{\text{inter}} + N_0W) - N(I_{\text{inter}} + N_0W) \Rightarrow \\ (K-N)S_{\max} &\geq (K-N)(I_{\text{inter}} + N_0W) \Rightarrow \\ S_{\max} &\leq I_{\text{inter}} + N_0W \quad (63) \end{aligned}$$



, δεδομένου ότι  $K - N < 0$ .

Υπάρχει, λοιπόν, ένα κατώφλι παρεμβολής  $I_{inter} = S_{\max} - N_0W$ , πέραν του οποίου ο MaxFair δίνει υψηλότερη διέλευση από τον MaxRate, δηλαδή η μεγιστοποίηση της διέλευσης επιτυγχάνεται μέσω της μεγιστοποίησης της δικαιοσύνης. Το συμπέρασμα αυτό αντιβαίνει τα έως τώρα γνωστά στην βιβλιογραφία και είναι μια μεγάλη καινοτομία της διατριβής.

Εάν χρησιμοποιηθεί η σχέση (57) αντί της (54), ισχύει

$$\frac{W}{\gamma} \frac{NS_{\max}}{((N-1)S_{\max} + I_{inter} + N_0W)} \geq \frac{W}{\gamma} \frac{KS_{\max}}{((K-1)S_{\max} + S_{sum, K+1} + I_{inter} + N_0W)} + R_{K+1} \Rightarrow$$

$$\frac{W}{\gamma} \frac{NS_{\max}}{((N-1)S_{\max} + I_{inter} + N_0W)} > \frac{W}{\gamma} \frac{KS_{\max}}{((K-1)S_{\max} + S_{sum, K+1} + I_{inter} + N_0W)} \Rightarrow$$

$$\frac{N}{((N-1)S_{\max} + I_{inter} + N_0W)} > \frac{K}{((K-1)S_{\max} + S_{sum, K+1} + I_{inter} + N_0W)} \Rightarrow$$

$$N(K-1)S_{\max} + NS_{sum, K+1} + N(I_{inter} + N_0W) > K(N-1)S_{\max} + K(I_{inter} + N_0W) \Rightarrow$$

$$N(K-1)S_{\max} - K(N-1)S_{\max} > K(I_{inter} + N_0W) - N(I_{inter} + N_0W) - NS_{sum, K+1} \Rightarrow$$

$$(K-N)S_{\max} > (K-N)(I_{inter} + N_0W) - NS_{sum, K+1} \Rightarrow$$

$$S_{\max} < I_{inter} + N_0W + \frac{N}{N-K} S_{sum, K+1} \quad (64)$$

Ο τρόπος υπολογισμού της ισχύος  $S_{sum, K+1}$  δίνεται στην παράγραφο 4.5.2.3.

Παρατηρείται πως η σχέση του κατωφλίου παρεμβολής

$$I_{inter} > S_{\max} - N_0W - \frac{N}{N-K} S_{sum, K+1}$$

δίνεται με αυστηρή ανισότητα και είναι μειωμένη κατά ένα παράγοντα σε σχέση με την αντίστοιχη (63).



## 5 ΧΡΟΝΟΠΡΟΓΡΑΜΜΑΤΙΣΜΟΣ ΡΟΩΝ

Το αντικείμενο του παρόντος κεφαλαίου είναι ο χρονοπρογραμματισμός των διαφόρων ροών και των πακέτων τους. Ο χρονοπρογραμματιστής μοιράζει την διαθέσιμη χωρητικότητα της ασύρματης διεπαφής μεταξύ των χρηστών ([39]). Φυσικά, ένας χρήστης μπορεί να έχει περισσότερες από μία ροές να μεταδώσει. Ο χρονοπρογραμματισμός γίνεται, λοιπόν, σε επίπεδο ροών και των αντίστοιχων πακέτων που ανήκουν σε αυτές.

Καταχρηστικά, στην διατριβή αυτή, χρησιμοποιείται ενίοτε ο όρος «χρήστης» αντί του όρου «ροή». Υπενθυμίζεται πως στην παράγραφο 3.1, έγινε η παραδοχή πως κάθε τερματικό (χρήστης) λαμβάνει ένα τύπο υπηρεσίας την φορά. Αλλά, ο χρήστης δύναται να έχει πολλές ροές της ίδιας υπηρεσίας, τις οποίες όμως ο χρονοπρογραμματιστής χειρίζεται ανεξάρτητα όπως εάν ανήκαν σε διαφορετικούς χρήστες. Αυτό επιτρέπει, επίσης, την δυνατότητα της μη συσχέτισης δύο ροών του ίδιου χρήστη μεταξύ τους και την μελλοντική επέκταση του σχήματος να υποστηρίζει «εικονικές ταυτότητες» ([40]). Επομένως, η ταυτόσημη χρησιμοποίηση των όρων «χρήστη» και «ροή» δεν στερείται λογικής.

Το προτεινόμενο σχήμα έχει ως κύριο στόχο την παροχή ποιότητας υπηρεσίας και απαιτεί έναν βέλτιστο χρονοπρογραμματισμό. Η διαδικασία αυτή πρέπει λοιπόν να καθορίζει ποιες και πόσες ροές θα μεταδώσουν σε μια χρονοσχισμή του συστήματος και να αναθέτει πόρους (ισχύς και ρυθμός μετάδοσης) σύμφωνα με κάποιον κανόνα. Σε αντίθετη περίπτωση, μεγάλος αριθμός ροών ή υψηλοί ρυθμοί μετάδοσης μπορεί να προκαλέσουν υψηλή παρεμβολή και μειωμένη διέλευση, ενώ μικρός αριθμός ροών και χαμηλοί ρυθμοί παρατείνουν την χρονική διάρκεια της παρεμβολής. Επιδιώκεται, λοιπόν, όχι μόνο η εξασφάλιση της ποιότητας υπηρεσίας στις ροές, αλλά και η βελτιστοποίηση της ανάθεσης πόρων μέσω της μεγιστοποίησης της διέλευσης με ταυτόχρονη δικαιοσύνη μεταξύ των ροών.

Σε πρώτη φάση, τα τερματικά στέλνουν αιτήσεις για τις ροές που πρέπει να μεταδοθούν. Οι αιτήσεις γίνονται σύμφωνα με τα όσα έχουν αναφερθεί στην παράγραφο 2.1. Υπάρχουν δύο εναλλακτικά είδη αιτήσεων ανάθεσης πόρων ανάλογα με το εάν η υπηρεσία είναι ευαίσθητη (DRAR) ή ανεκτή στην καθυστέρηση (ARAR), οι οποίες και θα αναλυθούν στην συνέχεια. Γενικά, η DRAR αιτείται συγκεκριμένους

πόρους, ενώ η ARAR αιτείται έναν ελάχιστο ρυθμό μετάδοσης και αφήνει στον σταθμό βάσης την δυνατότητα μιας επιπλέον προμοδότησης σύμφωνα με την λογική της βέλτιστης προσπάθειας.

Στο επόμενο βήμα, πρέπει να αποφασιστεί ποιοι χρήστες και ποιες ροές έχουν μεγαλύτερη προτεραιότητα για μετάδοση στην δεδομένη χρονοσχισμή. Χρησιμοποιείται, λοιπόν, ένα σχήμα προτεραιοτήτων. Με τον όρο σχήμα προτεραιοτήτων στην συγκεκριμένη διατριβή, εννοείται οποιοσδήποτε αλγόριθμος χρησιμοποιείται για να ταξινομήσει τις ροές σε σειρά προτεραιότητας. Το σχήμα προτεραιοτήτων μπορεί να χρησιμοποιεί βάρη προτεραιότητας ή να είναι κάποιος γνωστός από την βιβλιογραφία αλγόριθμος χρονοπρογραμματισμού (πρώτος εντός πρώτος εκτός (fifo), κυκλικός (round robin) κτλ.). Χρησιμοποιώντας την έννοια του σχήματος προτεραιοτήτων, επιτυγχάνεται πλήρης διάκριση μεταξύ των εννοιών «αλγορίθμων χρονοπρογραμματισμού» (scheduling algorithms) και «χρονοπρογραμματισμός ροών/πακέτων» (packet scheduling) και αποφεύγεται τυχόν σύγχυση.

Το εκάστοτε σχήμα προτεραιοτήτων πρέπει να τηρεί κάποιες στοιχειώδεις αρχές. Οι υπηρεσίες πραγματικού χρόνου (αιτήσεις DRAR) πρέπει να προμοδοτούνται έναντι των ανεκτών στην καθυστέρηση (αιτήσεις ARAR). Επίσης, προτεραιότητες πρέπει να ορίζονται τόσο μεταξύ διαφορετικών υπηρεσιών όσο και μεταξύ διαφορετικών ροών της ίδιας υπηρεσίας. Τέλος, στα σύγχρονα 4G δίκτυα IP τεχνολογίας, εφαρμόζεται εξολοκλήρου μεταγωγή πακέτου και η κίνηση είναι επί των πλείστων εκρηκτικής φύσεως, κάτι που καθιστά τον έλεγχο αποδοχής σύνδεσης αντιλειτουργικό. Εναπόκειται στο σχήμα προτεραιοτήτων να προστατέψει τις υπάρχουσες ροές από τις νέες.

Σε τρίτη φάση, καθορίζεται ο ακριβής αριθμός των ροών που θα μεταδώσουν στην χρονοσχισμή, διότι είναι πιθανό οι πόροι να μην επαρκούν για τον συνολικό αριθμό τους. Ο μηχανισμός ελέγχου, που είναι υπεύθυνος για την διαδικασία αυτή, ονομάζεται ελεγκτής πόρων και λαμβάνει υπόψη την ιεράρχηση του σχήματος προτεραιοτήτων και τα δεδομένα των αιτήσεων DRAR και ARAR. Κύρια αρχή λειτουργίας είναι η εξασφάλιση πόρων για τις DRAR (που έχουν εξάλλου μεγαλύτερη προτεραιότητα έναντι των ARAR) και εφόσον το σύστημα λειτουργεί κάτω από τα όρια της χωρητικότητας, οι υπολειπόμενοι πόροι είναι διαθέσιμοι στις αιτήσεις ARAR. Η λειτουργία του ελεγκτή πόρων μπορεί να βελτιωθεί με τον καθορισμό ενός παραθύρου μετάδοσης για τις ροές μη πραγματικού χρόνου. Σκοπός

του παραθύρου αυτού αποτελεί η κατά το δυνατόν αποδοτικότερη αξιοποίηση του υπολειπόμενου εύρους ζώνης από τις εν λόγω ροές.

Στην τελική φάση, γίνεται η ανάθεση πόρων (ισχύς και ρυθμός μετάδοσης) στις επιλεγμένες ροές, η οποία και μεταδίδεται πίσω στα τερματικά, όπως αναλύεται στην παράγραφο 2.1. Η ανάθεση πόρων μπορεί να γίνει κατά βέλτιστο τρόπο μέσω των αλγορίθμων μεγιστοποίησης της διέλευσης (4.3) και της κανονικοποιημένης διέλευσης (4.4). Εναλλακτικά, θα χρησιμοποιηθούν οι αντίστοιχοι ευρετικοί αλγόριθμοι μεγίστου ρυθμού ή μεγίστης ισχύος (4.5.2.1) και μεγίστης δικαιοσύνης (προτεινόμενος από την διατριβή, 4.5.2.2), οι οποίοι και θα συγκριθούν μεταξύ τους με αμφότερο στόχο την ελαχιστοποίηση της καθυστέρησης μετάδοσης ([30]), η οποία ορίζεται ως ο μέσος χρόνος αποστολής ενός μηνύματος.

Όπως είναι φανερό, χρησιμοποιείται από κοινού ένα σχήμα χρονοπρογραμματισμού και μετάδοσης δεδομένων με προσαρμογή ρυθμού. Περισσότερες πληροφορίες μπορούν να αναζητηθούν στις αντίστοιχες παραγράφους που ακολουθούν.

## **5.1 Αιτήσεις ανάθεσης πόρων DRAR και ARAR**

Στο προτεινόμενο σχήμα, χρησιμοποιούνται δύο είδη αιτήσεων ανάθεσης πόρων ανάλογα με την ευαισθησία της υπηρεσίας της ροής ως προς την καθυστέρηση.

Το πρώτο είδος αίτησης ονομάζεται DRAR (demanding resource allocation request), όπου το κινητό τερματικό ζητά την δέσμευση συγκεκριμένων πόρων. Η μέθοδος αυτή είναι ιδανική για υπηρεσίες ευαίσθητες στην καθυστέρηση, όπως η φωνή, το video κτλ. Οι χρήστες υπηρεσιών πραγματικού χρόνου πληροφορούν πάντα τον σταθμό βάσης για τους αιτούμενους ρυθμούς μετάδοσης όταν χρειάζεται να μεταδώσουν μέσω της χρονοσχιμής αίτησης (2.1) ή εμβόλιμα (piggyback) στα μεταδιδόμενα πακέτα της ζεύξης ανόδου για να αποφευχθεί πιθανή σύγκρουση στο κανάλι αίτησης. Αφού ληφθεί η αίτηση αυτή από τον σταθμό βάσης, αυτός αποφασίζει (5.3) βάσει του τρέχοντος φορτίου κίνησης πότε η ροή θα μεταδώσει, δεσμεύει τους αιτούμενους πόρους και η σχετική πληροφορία μεταφέρεται στο τερματικό από το κανάλι ελέγχου της ζεύξης καθόδου. Εννοείται πως ο ρυθμός που θα ανατεθεί ανά χρονοσχιμή σε μια ροή δεν δύναται να υπερβαίνει τον μέγιστο ρυθμό του OVSF δέντρου (3.2.1.1).

Το δεύτερο είδος αίτησης ονομάζεται ARAR (available resource allocation request) και το κινητό τερματικό αιτείται έναν ελάχιστο ρυθμό μετάδοσης ανάλογα με την

υπηρεσία και τυχόν συμφωνίες παρεχόμενης υπηρεσίας. Ο σταθμός βάσης αποφασίζει (5.3) βάσει του τρέχοντος φορτίου κίνησης πότε η ροή θα μεταδώσει και της εγγυάται έναν ρυθμό τουλάχιστον ίσο με τον ελάχιστο ρυθμό μετάδοσης (λογική της βέλτιστης προσπάθειας). Η μέθοδος αυτή είναι ιδανική για υπηρεσίες ανεκτές στην καθυστέρηση, που χαρακτηρίζονται από μικρότερη προτεραιότητα. Βασίζεται στο γεγονός ότι οι ροές υπηρεσιών πραγματικού χρόνου δεν εξαντλούν πάντα την χωρητικότητα της χρονοσχισμής, με το εύρος ζώνης που καταλαμβάνουν να ποικίλλει κατά την διάρκεια της σύνδεσης. Αυτό μπορεί να οφείλεται στην χρήση ανιχνευτή δραστηριότητας ομιλίας (VAD) στην περίπτωση VoIP ή στην χρήση VBR κωδικοποιητή στην περίπτωση του video κτλ. Έτσι, οι υπολειπόμενοι πόροι για τις ροές υπηρεσιών μη πραγματικού χρόνου εξαρτώνται από την ανάθεση πόρων στις ροές πραγματικού χρόνου.

Όπως έχει ήδη αναφερθεί, σκοπός του προτεινόμενου σχήματος αποτελεί η παροχή ποιότητας υπηρεσίας. Κύρια παράμετρος επίδοσης για τις ροές υπηρεσιών πραγματικού χρόνου αποτελεί η εξασφάλιση πόρων εντός των ορίων καθυστέρησης, ενώ για εκείνες των υπηρεσιών μη πραγματικού χρόνου η μεγιστοποίηση της διέλευσης και κατά το δυνατόν μείωση της καθυστέρησης μετάδοσης των δεδομένων τους. Οι δύο εναλλακτικοί τρόποι αίτησης ανάθεσης πόρων είναι προσανατολισμένοι κατά περίπτωση προς τις κατευθύνσεις αυτές.

Η κύρια διαφορά μεταξύ των δύο αιτήσεων έγκειται λοιπόν στο εξής. Η αίτηση DRAR στέλνεται πριν από κάθε μετάδοση για την εξασφάλιση των απαιτούμενων πόρων. Η αίτηση ARAR στέλνεται μία και μόνο φορά με την γέννηση του μηνύματος. Όταν το νέο μήνυμα δημιουργηθεί, αυτό αποθηκεύεται στον προσωρινό καταχωρητή μνήμης του τερματικού. Το τερματικό, τότε, πρέπει να στείλει μια και μοναδική αίτηση ARAR, με την οποία μεταξύ άλλων να πληροφορεί για το μέγεθος του μηνύματος. Τονίζεται πως ο σταθμός βάσης μπορεί να γνωρίζει κάθε στιγμή το μέγεθος του μηνύματος που υπολείπεται στο κινητό τερματικό, αφού έχει στην διάθεσή του το αρχικό μέγεθος και αναθέτει τον ρυθμό μετάδοσης. Οι πληροφορίες για το αρχικό μέγεθος και τους έως τώρα κατανεμημένους πόρους αποθηκεύονται στον σταθμό βάσης σε ειδική βάση δεδομένων (DB) μέχρι την ολοκλήρωση μετάδοσης του μηνύματος. Η αίτηση ARAR εξασφαλίζει τουλάχιστον έναν ελάχιστο ρυθμό σε κάθε μετάδοση δεδομένων και αναμένει την τελική απόφαση της κατανομής πόρων για τον καθορισμό του τελικού βέλτιστου ρυθμού μετάδοσης, ο οποίος όμως δε θα υπολείπεται ποτέ του ελαχίστου.

Η ανάθεση πόρων για τις αναμεταδόσεις των χαμένων πακέτων μπορεί να γίνεται με δύο τρόπους. Ο πρώτος τρόπος είναι μέσω σχετικών αιτήσεων DRAR. Σε περίπτωση που κάποια αίτηση χαθεί, το τερματικό την επαναλαμβάνει μετά από κάποιο χρονικό διάστημα. Ο δεύτερος τρόπος είναι έμμεσος και ενδείκνυται όταν έχει προηγηθεί αίτηση ARAR. Ο σταθμός βάσης μπορεί να υπολογίζει τα χαμένα πακέτα μέσω του αύξοντος αριθμού στις επικεφαλίδες (πρωτόκολλο TCP) και των σχετικών λήξεων χρόνου (timeout) για την παραλαβή των πακέτων. Έχει την δυνατότητα, λοιπόν, να αναθέσει κάποιους επιπλέον πόρους για τις περιπτώσεις αυτές. Εξάλλου, με την ARAR αιτείται αρχικά ένας ελάχιστος ρυθμός, ενώ ο τελικός ρυθμός της ροής βρίσκεται κατά την διαδικασία της κατανομής πόρων. Έπειτα, το τερματικό αναμένει και ακούει το κανάλι ελέγχου στην ζεύξη καθόδου για τυχόν ανάληψη πόρων.

Είναι πιθανό η χωρητικότητα της χρονοσχισμής να μην επαρκεί για την ικανοποίηση όλων των αιτήσεων. Στην περίπτωση αυτή, πρέπει να επιλεγούν οι πιο σημαντικές αιτήσεις για μετάδοση, ενώ οι υπόλοιπες θα εξυπηρετηθούν σε επόμενες χρονοσχισμές. Είναι απαραίτητη, λοιπόν, μια διαδικασία ταξινόμησης των αιτήσεων.

## 5.2 Σχήμα προτεραιοτήτων

Το επόμενο θέμα που προκύπτει είναι η ιεράρχηση των αιτήσεων σε κάποια σειρά προτεραιότητας. Η ταξινόμηση των αιτήσεων γίνεται σε επίπεδο χρονοσχισμής μέσω ενός σχήματος προτεραιοτήτων. Με τον όρο σχήμα προτεραιοτήτων στην συγκεκριμένη διατριβή, εννοείται οποιοσδήποτε αλγόριθμος που χρησιμοποιείται για να επιτελέσει τον προαναφερθέντα σκοπό. Το σχήμα προτεραιοτήτων μπορεί να χρησιμοποιεί βάρη προτεραιότητας ή να είναι κάποιος γνωστός από την βιβλιογραφία αλγόριθμος χρονοπρογραμματισμού (πρώτος εντός πρώτος εκτός, κυκλικός κτλ.). Η εισαγωγή του όρου «σχήμα προτεραιοτήτων» έγινε ώστε να αποφευχθεί τυχόν σύγχυση μεταξύ της έννοιας «αλγόριθμος χρονοπρογραμματισμού» που χρησιμοποιείται συχνά στην βιβλιογραφία για την μέθοδο ταξινόμησης των ροών που θα μεταδώσουν και της έννοιας «χρονοπρογραμματισμός» που χρησιμοποιείται στην διατριβή αυτή για να περιγράψει την συνολική διαδικασία διαχείρισης και κατανομής πόρων στις ροές, που λαμβάνει χώρα στον σταθμό βάσης.

Έχει αποδειχθεί ([31]) πως η χρησιμοποίηση μίας και μόνο ουράς δεν είναι η ιδανική περίπτωση για σενάρια κίνησης πολυμέσων. Στην συγκεκριμένη αναφορά [31],

θεωρείται πως οι αιτήσεις των χρηστών εξυπηρετούνται στον σταθμό βάσης με FCFS μέθοδο, με κύρια συνέπεια τα κινητά τερματικά κοντά στον σταθμό βάσης να περνούν πρώτα τον έλεγχο αποδοχής σύνδεσης (CAC) και να μπλοκάρουν τα απομακρυσμένα τερματικά. Πρόκειται για ένα παρόμοιο φαινόμενο με εκείνο της επίδρασης κοντινής - μακρινής απόστασης (near-far effect). Η κλασική επίδραση που οφείλεται στις απώλειες διαδρομής ενισχύεται στην περίπτωση κίνησης πολυμέσων από τις διαφορετικές απαιτήσεις σε ποιότητα υπηρεσίας QoS. Για παράδειγμα, ένα κινητό μπορεί να μπλοκάρει κάποιο άλλο με υπηρεσία πιο ευαίσθητη στην καθυστέρηση και το φαινόμενο αυτό να οδηγήσει σε ανεπιθύμητες καθυστερήσεις, jitter και απώλειες πακέτων. Οι υπηρεσίες μη πραγματικού χρόνου μεταφέρονται από το αξιόπιστο πρωτόκολλο μεταφοράς TCP, που χρησιμοποιεί έλεγχο λαθών, ροής και συμφόρησης. Οι υπηρεσίες πραγματικού χρόνου, όμως, μεταφέρονται από το γρήγορο πρωτόκολλο μεταφοράς UDP και τυχόν καθυστερήσεις και απώλειες είναι κρίσιμες.

Το πρόβλημα γίνεται πιο έντονο στο προτεινόμενο σχήμα, όπου δεν εφαρμόζεται έλεγχος αποδοχής σύνδεσης. Στα σύγχρονα 4G δίκτυα IP τεχνολογίας, εφαρμόζεται εξολοκλήρου μεταγωγή πακέτου και η κίνηση είναι επί των πλείστων εκρηκτικής φύσεως, κάτι που καθιστά τον έλεγχο αποδοχής σύνδεσης ανιλεειτουργικό. Εναπόκειται στο σχήμα προτεραιοτήτων να προστατέψει τις υπάρχουσες ροές από τις νέες και τις ευαίσθητες στην καθυστέρηση υπηρεσίες από τις αντίστοιχες βέλτιστης προσπάθειας.

Ένας ταξινομητής, επομένως, που να διαχωρίζει και να μεταχειρίζεται κατάλληλα τις διάφορες υπηρεσίες, είναι κύριας σημασίας για την παροχή ποιότητας υπηρεσίας. Υιοθετείται η γενική αρχή που εφαρμόζεται και στην αναφορά [31] με κάποιες αλλαγές. Όπως ειπώθηκε στην παράγραφο 2.1, ο κύριος διαχωρισμός των υπηρεσιών γίνεται με κριτήριο την ευαισθησία στην καθυστέρηση. Η ταξινόμηση των αιτήσεων ακολουθεί το κριτήριο αυτό και δημιουργούνται δύο ουρές: η εγγυημένη ουρά για τις αιτήσεις DRAR (υπηρεσίες πραγματικού χρόνου) και η ουρά βέλτιστης προσπάθειας για τις αιτήσεις ARAR (υπηρεσίες μη πραγματικού χρόνου). Η λογική που προαναφέρθηκε απαιτεί να ξεκινά η ανάθεση πόρων από την εγγυημένη ουρά και να συνεχίζει με την ουρά βέλτιστης προσπάθειας, εφόσον υπάρχουν διαθέσιμοι πόροι. Η ύπαρξη των δύο διαφορετικών ουρών εξασφαλίζει, λοιπόν, ότι οι υπηρεσίες πραγματικού χρόνου προμοδοτούνται έναντι των ανεκτών στην καθυστέρηση.



Μια εναλλακτική προσέγγιση στο μοντέλο των δύο ουρών θα ήταν να χρησιμοποιηθεί μία και μόνο ουρά, όπου οι αιτήσεις θα ταξινομούνταν σύμφωνα με την ευαισθησία τους ως προς την καθυστέρηση. Με τον τρόπο αυτό, οι αιτήσεις DRAR θα προηγούνταν στην ουρά, ενώ οι αιτήσεις ARAR θα έπονταν. Ο πρώτος λόγος που δεν χρησιμοποιείται ένα τέτοιο σχήμα είναι ότι απαιτεί πολυπλοκότητα και καθυστέρηση για την επιπλέον επεξεργασία, ενώ το σχήμα με τις δύο ουρές είναι απλό και γρήγορο. Ο δεύτερος λόγος είναι ότι με την ύπαρξη δύο διαφορετικών ουρών υπάρχει μεγάλη ευελιξία, καθώς μπορεί να εφαρμοστεί τελείως διαφορετική ταξινόμηση σε καθμία ουρά, δεδομένου ότι οι υπηρεσίες πραγματικού χρόνου και μη πραγματικού χρόνου έχουν διαφορετικά χαρακτηριστικά και απαιτούν διαφορετική αντιμετώπιση.

Η ταξινόμηση εντός των δύο ουρών είναι το επόμενο προς διερεύνηση θέμα.

### **5.2.1 Ταξινόμηση εντός εγγυημένης ουράς**

Η ταξινόμηση εντός της εγγυημένης ουράς χρίζει ιδιαίτερης σημασίας, δεδομένου ότι οι υπηρεσίες είναι ευαίσθητες στην καθυστέρηση και δεν υπάρχει έλεγχος αποδοχής σύνδεσης. Προτεραιότητες πρέπει να ορίζονται κατά το δυνατόν τόσο μεταξύ διαφορετικών υπηρεσιών πραγματικού χρόνου όσο και μεταξύ διαφορετικών ροών της ίδιας υπηρεσίας. Για τον σκοπό αυτό, προτείνεται η ταξινόμηση εντός της εγγυημένης ουράς να γίνεται με χρήση ειδικά διαμορφωμένων βαρών προτεραιότητας, με την ροή με το μεγαλύτερο βάρος να έχει την μεγαλύτερη προτεραιότητα προς μετάδοση. Τα βάρη αυτά θα είναι δυναμικά και θα ανανεώνονται ανά χρονοσχιμή, λαμβάνοντας υπόψη προηγούμενες αναθέσεις και προσαρμόζοντας ανάλογα την σειρά κατάταξης στην ουρά.

Προτού γίνει αναφορά στα βάρη προτεραιότητας, πρέπει να γίνει η εξής παρατήρηση. Στις σύγχρονες υπηρεσίες πραγματικού χρόνου (VoIP, video κτλ.), το κινητό τερματικό παράγει την πληροφορία που θέλει να μεταδώσει ανά χρονικά διαστήματα και δημιουργεί δέσμες πακέτων. Καθμία από τις δέσμες αυτές χαρακτηρίζεται από τον αριθμό των πακέτων που περιέχει και την λήξη χρόνου των πακέτων της. Η λήξη χρόνου καθορίζεται από την μέγιστη ανεκτή καθυστέρηση των πακέτων ανάλογα με το συγκεκριμένο είδος υπηρεσίας και μετριέται σε μονάδες πλαισίων χρόνου του στρώματος ζεύξης δεδομένων. Όλα τα πακέτα εντός μιας δέσμης έχουν κοινή λήξη

χρόνου και λαμβάνουν το ίδιο βάρος προτεραιότητας. Η ταξινόμηση με βάρη, επομένως, εντός της εγγυημένης ουράς είναι προτιμότερο να γίνεται σε επίπεδο δεσμών πακέτων και όχι σε επίπεδο ροών ή χρηστών. Εννοείται πως στην περίπτωση αυτή στέλνεται μια αίτηση DRAR για κάθε δέσμη πακέτων.

Τα βάρη προτείνεται να έχουν την γενική μορφή της σχέσης (65):

$$\phi_i(k) = g_i(k) \frac{N_i(k)}{T_i(k)}, \quad 1 \leq i \leq F(k) \quad (65)$$

Η τιμή  $k$  δίνει την τρέχουσα χρονοσχισμή που εξετάζεται, ενώ ο αριθμός  $i$  κυμαίνεται από 1 μέχρι  $F(k)$ , όπου  $F(k)$  είναι οι συνολικές ενεργές δέσμες πακέτων την χρονοσχισμή  $k$ . Η παράμετρος  $N_i(k)$  δηλώνει το υπολειπόμενο μέγεθος της δέσμης  $i$  στην αρχή της χρονοσχισμής  $k$  και μπορεί να εκφράζεται είτε σε αριθμό RLC-PDUs σύμφωνα με τα όσα αναφέρθηκαν στην παράγραφο 3.2.2.2 είτε σε απαιτούμενο ρυθμό μετάδοσης  $R_{res}$  για την μεταφορά των υπολειπόμενων πακέτων της δέσμης σύμφωνα με τα όσα αναφέρθηκαν στην παράγραφο 4.3. Η παράμετρος  $T_i(k)$  εκφράζει το υπολειπόμενο χρονικό διάστημα πριν την λήξη χρόνου της δέσμης  $i$  στην αρχή της χρονοσχισμής  $k$  σε μονάδες χρονικών πλαισίων και μειώνεται κατά ένα έπειτα από κάθε πλαίσιο χρόνου. Εάν η τιμή  $T_i(k)$  μηδενιστεί, τα πακέτα στην δέσμη αχρηστεύονται.

Η θέση των παραμέτρων  $N_i(k)$  και  $T_i(k)$  στην σχέση (65) αιτιολογείται ως εξής. Όσο μεγαλύτερο είναι το υπολειπόμενο μέγεθος μιας δέσμης, τόσο περισσότερο χωρητικότητα απαιτείται για την μετάδοση των πακέτων. Από την άλλη μεριά, όσο λιγότερος χρόνος απομένει από την λήξη χρόνου των πακέτων της δέσμης, τόσο πιο επείγουσα είναι η παράδοση των δεδομένων. Οι δύο παραπάνω λόγοι συνηγορούν εξίσου σε μεγαλύτερη προτεραιότητα μετάδοσης και στοχεύουν στην μείωση της καθυστέρησης πακέτου και του ποσοστού απώλειας πακέτων, αντίστοιχα. Το μέγεθος  $N_i(k)/T_i(k)$  μπορεί να θεωρηθεί ως το μέσο ποσό χωρητικότητας που απαιτείται από την δέσμη  $i$  σε κάθε επόμενη χρονοσχισμή πριν η δέσμη λήξει. Δέσμες με ίσα βάρη λαμβάνουν ίδια προτεραιότητα και μπορούν να εξυπηρετούνται με τυχαία σειρά. Είναι φανερό, επίσης, πως η ροή ενός χρήστη μπορεί να έχει ταυτόχρονα

περισσότερες από μια δέσμες εντός των ουρών, με την καθεμία να λαμβάνει διαφορετική προτεραιότητα ανάλογα με τα χαρακτηριστικά της μεγέθη.

Η τελευταία παράμετρος του βάρους προτεραιότητας που πρέπει να αναλυθεί είναι το μέγεθος  $g_i(k)$ . Το μέγεθος αυτό εκφράζει την σημασία της δέσμης και μπορεί να οριστεί ποικιλοτρόπως. Μπορεί να χρησιμοποιηθεί ως παράγοντας κλίμακας μεταξύ διαφορετικών υπηρεσιών που ανήκουν στην ίδια ουρά, εξασφαλίζοντας ότι μια υπηρεσία (π.χ. φωνής) θα λαμβάνει πάντα πόρους με μεγαλύτερη προτεραιότητα από μια άλλη (π.χ. video). Στο παράδειγμα των υπηρεσιών φωνής και video, οι υπηρεσίες video θα λαμβάνουν μεγαλύτερη προτεραιότητα λόγω της εκρηκτικότητας της κίνησης και το μεγαλύτερο μέγεθος των δεσμών τους. Αυτό μπορεί να ανατραπεί εάν οι δέσμες video διαιρεθούν (κανονικοποιηθούν) με το κατάλληλο μέγεθος  $g_i(k)$ , όπως π.χ. τον αριθμό των πακέτων που αντιστοιχεί στο μέγιστο ρυθμό μιας υπηρεσίας video. Με τον τρόπο αυτό, οι δέσμες φωνής θα μετακινηθούν πιο μπροστά στην ουρά από τις υπηρεσίες video. Ο διαχωρισμός των υπηρεσιών βάσει της παραμέτρου  $g_i(k)$  και η αντίστοιχη εξυπηρέτηση είναι ένας έμμεσος τρόπος BER-χρονοπρογραμματισμού. Στην αναφορά [3], αποδείχθηκε ότι ο BER-χρονοπρογραμματισμός, δηλαδή πακέτα διαφορετικών απαιτήσεων BER να τοποθετούνται σε διαφορετικές χρονοσχισμές, οδηγεί σε αύξηση της χωρητικότητας του MC-CDMA συστήματος.

Η παράμετρος  $g_i(k)$  μπορεί να χρησιμοποιηθεί, λοιπόν, για να ορίζονται προτεραιότητες μεταξύ διαφορετικών υπηρεσιών. Μια άλλη χρήση θα ήταν να ενισχύει τις προτεραιότητες μεταξύ διαφορετικών δεσμών της ίδιας υπηρεσίας. Για παράδειγμα, θα μπορούσε να πριμοδοτεί δέσμες που περιέχουν πακέτα που χάθηκαν κατά την μετάδοση και πρέπει να αναμεταδοθούν ή δέσμες που χαρακτηρίζονται από μακροχρόνια έλλειψη ανάθεσης πόρων. Στις περιπτώσεις αυτές, το μέγεθος  $g_i(k)$  μπορεί να λαμβάνει κάποια στατική τιμή που να διαχωρίζει τις δέσμες σε κλάσεις της ίδιας υπηρεσίας (π.χ. με σειρά από μεγαλύτερη τιμή προς μικρότερη: δέσμες με αναμεταδόσεις, δέσμες που δεν έλαβαν πόρους σε προηγούμενα πλαίσια, δέσμες που μόλις αφίχθησαν κτλ.) ή και να αυξάνει π.χ. όσο καθυστερεί η ανάθεση των πόρων. Θα μπορούσε, επιπλέον, να χρησιμοποιηθεί για να διαχωρίζει δέσμες με ίσα βάρη προτεραιότητας.

Χαρακτηριστικό είναι το παράδειγμα του διαχωρισμού μιας υπάρχουσας και μιας νέας σύνδεσης. Όπως έχει ειπωθεί, στο προτεινόμενο σχήμα δεν εφαρμόζεται έλεγχος

αποδοχής σύνδεσης και εναπόκειται στο σχήμα προτεραιοτήτων να προστατέψει τις υπάρχουσες ροές από τις νέες. Υπενθυμίζεται ότι σαφή προτεραιότητα στα δίκτυα κινητών επικοινωνιών δίνεται στις υπάρχουσες συνδέσεις, δεδομένου ότι η διακοπή μιας σύνδεσης είναι σαφώς πιο ενοχλητική από την απόρριψη μιας νέας. Θέτοντας

π.χ.  $g_i(k) = -\left(\frac{T_i(k)}{N_i(k)}\right)^2$  για τις δέσμες των νέων ροών και  $g_i(k) = 1$  για τις

αντίστοιχες των υπάρχόντων, εξασφαλίζεται ότι οι νέες ροές τίθενται στο τέλος της ουράς (λόγω του αρνητικού πρόσημου) και με ταξινομημένη σειρά (λόγω του αρνητικού πρόσημου απαιτείται ο αντίστροφος της προτεραιότητας).

Η επιλογή του μεγέθους  $g_i(k)$  είναι ευέλικτη και μπορεί να είναι ένα γινόμενο παραμέτρων που να συνδυάζει όσα συζητήθηκαν.

### 5.2.2 Ταξινόμηση εντός ουράς βέλτιστης προσπάθειας

Στην ουρά βέλτιστης προσπάθειας, θα δοκιμαστούν τρεις αλγόριθμοι ταξινόμησης:

- RR (Round Robin): Μεγάλη έμφαση θα δοθεί στον κυκλικό αλγόριθμο εξυπηρέτησης ή αλλιώς όπως ονομάζεται «εκ περιτροπής». Θεωρείται από τους πιο δίκαιους αλγόριθμους και για αυτό θα χρησιμοποιηθεί ως επί των πλείστων στην εξαγωγή των πειραματικών αποτελεσμάτων του προτεινομένου σχήματος (6.2). Έστω ότι στο τέλος της χρονοσχισμής, ο χρήστης στην κορυφή της λίστας έχει μόλις μεταδώσει. Τότε στην επόμενη χρονοσχισμή, αυτός μετακινείται στο τέλος της ουράς και οι χρήστες που βρίσκονταν μετά από αυτόν μετακινούνται προς την κορυφή. Εάν για κάποιο λόγο, όπως έλλειψη χωρητικότητας, ο χρήστης στην κορυφή δεν μετέδωσε κατά την διάρκεια της χρονοσχισμής, παραμένει στην κορυφή μέχρι να μεταδώσει. Για νέους χρήστες, ο κανόνας εισόδου στην ουρά που ακολουθείται είναι FIFO. Σε περίπτωση που κατά την διάρκεια της χρονοσχισμής μετέδωσε κάποιος χρήστης και εναπομένουν πόροι, αυτοί δίνονται στον επόμενο στην ουρά χρήστη. Στο προτεινόμενο σχήμα, θεωρούνται δέσμες πακέτων αντί για χρήστες.
- Βάρη προτεραιότητας: Πρόκειται για τα βάρη της σχέσης (65) ειδικά προσαρμοσμένα για υπηρεσίες μη πραγματικού χρόνου. Στην περίπτωση των

υπηρεσιών μη πραγματικού χρόνου, η μέγιστη ανεκτή καθυστέρηση λαμβάνεται πολλές φορές ίση με άπειρο. Αυτό δεν είναι πάντα αλήθεια στην πράξη, διότι π.χ. τα πακέτα της υπηρεσίας Web Browsing καταστρέφονται εάν δεν παραδοθούν επιτυχώς μέσα σε ένα όριο χρόνου. Μια πιο σωστή προσέγγιση θα ήταν να δίνεται λήξη χρόνου και στα πακέτα των υπηρεσιών μη πραγματικού χρόνου, η οποία θα ήταν όμως πολύ μεγαλύτερη από την αντίστοιχη των υπηρεσιών πραγματικού χρόνου. Εάν το όριο της καθυστέρησης θεωρηθεί άπειρο, το μέγεθος  $g_i(k)$  μπορεί να επιλεγεί κατάλληλα ώστε να απαλείφει την παράμετρο  $T_i(k)$  στην σχέση (65). Αυτό μπορεί να συμβαίνει αποκλειστικά στην ουρά βέλτιστης προσπάθειας, μιας και διαφορετικές θεωρήσεις  $g_i(k)$  μπορούν να λαμβάνονται στις δύο ουρές. Επιπλέον, οι υπηρεσίες μη πραγματικού χρόνου χαρακτηρίζονται από μεγάλα μεγέθη δεσμών. Ένας πιο έξυπνος αλγόριθμος μπορεί να εστιάζει στο ποσοστό της δέσμης που υπολείπεται για μετάδοση αντί του απόλυτου μεγέθους της. Στην περίπτωση αυτή, η παράμετρος  $g_i(k)$  ισούται με τον αντίστροφο του αρχικού μεγέθους της δέσμης, δηλαδή το τρέχον μέγεθος της δέσμης κανονικοποιείται ως προς το αρχικό. Με την προσέγγιση αυτή που προτείνεται, εάν υπάρχουν δύο δέσμες με το ίδιο τρέχον μέγεθος θα προτιμηθεί εκείνη με το μεγαλύτερο ποσοστό υπολειπόμενων πακέτων. Η επιλογή του μεγέθους  $g_i(k)$  είναι ευέλικτη και μπορεί να είναι ένα γινόμενο παραμέτρων που να συνδυάζει όσα συζητήθηκαν.

- FIFO (First-In-First-Out): Στον αλγόριθμο «πρώτος εντός πρώτος εκτός», η λίστα διατάσσεται σύμφωνα με το χρόνο άφιξης των αιτήσεων στον σταθμό βάσης. Εάν υπάρχουν αιτήσεις με τον ίδιο χρόνο άφιξης, η σειρά καθορίζεται τυχαία.

Άλλοι υποψήφιοι αλγόριθμοι για την ουρά βέλτιστης προσπάθειας, που όμως δεν θα δοκιμαστούν στα πλαίσια της διατριβής αυτής, είναι οι εξής:

- SFO (Smallest-First-Out): Η σειρά κατάταξης καθορίζεται από το μέγεθος του μηνύματος που παραμένει στον προσωρινό καταχωρητή μνήμης του κινητού τερματικού, με το μικρότερο να προηγείται. Είσοδοι με την ίδια τιμή στον καταχωρητή μνήμης, κατατάσσονται τυχαία.

- PF (Proportional Fair): Σε κάθε χρονοσχισμή, υπολογίζεται ο λόγος του στιγμιαίου ρυθμού προς τον μέσο ρυθμό για κάθε ενεργό χρήστη και οι πόροι ανατίθενται την επόμενη χρονοσχισμή σε εκείνον με το μεγαλύτερο λόγο. Εάν ο στιγμιαίος και ο μέσος ρυθμός του χρήστη  $k$  την χρονοσχισμή  $t$  συμβολίζονται αντίστοιχα με  $R_k(t)$  και  $\bar{R}_k(t)$ , η απόφαση λαμβάνεται σύμφωνα με το κριτήριο

$$k'(t) = \arg \max_{k \in \{1 \dots K\}} \left( \frac{R_k(t)}{\bar{R}_k(t)} \right)$$

όπου  $k'(t)$  είναι ο δείκτης του χρήστη που θα εξυπηρετηθεί την επόμενη  $t+1$  χρονοσχισμή. Ο μέσος ρυθμός ανανεώνεται ως εξής:

$$\bar{R}_k(t) = \left( 1 - \frac{1}{t_c} \right) \bar{R}_k(t-1), \quad k \neq k'(t)$$

$$\bar{R}_{k'(t)}(t) = \left( 1 - \frac{1}{t_c} \right) \bar{R}_{k'(t)}(t-1) + \left( \frac{1}{t_c} \right) R_{k'(t)}(t)$$

Η παράμετρος  $t_c$  λαμβάνει θετικές τιμές και καθορίζει τον βαθμό επηρεασμού του μέσου ρυθμού από τον στιγμιαίο και τον προηγούμενο μέσο ρυθμό.

- GPS (Generalized Processor Sharing): Πρόκειται για τον αλγόριθμο των αναφορών [11], [26]. Η σειρά κατάταξης καθορίζεται από τον εικονικό χρόνο λήξης των πακέτων. Όταν μια LAC PDU μονάδα πληροφορίας (3.2.2) φθάσει στον προσωρινό καταχωρητή του κινητού τερματικού, ο σταθμός βάσης πρέπει να ενημερωθεί για το χρόνο άφιξής της και να υπολογίσει τον εικονικό χρόνο λήξης των πακέτων της. Τονίζεται πως όλα τα RLC πακέτα που ανήκουν στην ίδια LAC PDU έχουν τον ίδιο εικονικό χρόνο λήξης. Ο σταθμός βάσης αναθέτει πόρους δίνοντας προτεραιότητα στα πακέτα με τον μικρότερο εικονικό χρόνο λήξης, έως ότου δεν υπάρχει άλλη διαθέσιμη χωρητικότητα ή μεταδοθούν όλα τα πακέτα. Ο εικονικός χρόνος υπολογίζεται από την σχέση

$$u(d_n^m) = \max\{u(d_n^{m-1}), u(a_n^m)\} + \frac{L_n^m}{\frac{W \sum_{j \in \beta(t)} \phi_j}{\gamma_n \sum_{j \in \beta(t)} f_j \phi_j} \phi_n (1 - \Delta)}, \text{ όπου}$$

- $d_n^m$ : ο χρόνος λήξης της εξυπηρέτησης της  $m$ -ιοστής LAC PDU της ροής  $n$   
 $a_n^m$ : ο χρόνος άφιξης της  $m$ -ιοστής LAC PDU της ροής  $n$   
 $L_n^m$ : το μήκος της  $m$ -ιοστής LAC PDU της ροής  $n$   
 $W, \gamma_n$ : το εύρος ζώνης και ο λόγος ενέργειας bit προς παρεμβολή της ροής  $n$   
 $\phi_n$ : ένας θετικός αριθμός (βάρος) σχετιζόμενος με την ροή  $n$   
 $\beta(t)$ : το σύνολο των ροών που έχουν να μεταδώσουν πακέτα  
 $\Delta$ : η παράμετρος  $\Delta$  της μέγιστης χωρητικότητας  $1-\Delta$ , που οφείλεται στον περιορισμό ισχύος των κινητών τερματικών  
 $f_j$ : η τιμή αυτή ισούται με 1 για  $j$  διάφορο του  $n$  και  $\Delta$  για  $j=n$   
 $A$ : το σύνολο όλων των αποδεκτών ροών στο σύστημα

Η τιμή  $u(a_n^m)$  προσδιορίζεται από την σχέση

$$\frac{du(t)}{dt} = \frac{\sum_{j \in A} \phi_j}{\sum_{j \in \beta'(t)} \phi_j}, \text{ όπου}$$

$\beta'(t)$ : το σύνολο όλων των ροών που έχουν να μεταδώσουν πακέτα πριν την άφιξη της  $m$ -ιοστής LAC PDU.

### 5.3 Ελεγκτής πόρων και καθορισμός παραθύρου μετάδοσης για ροές μη πραγματικού χρόνου

Το σχήμα προτεραιοτήτων που προηγήθηκε ταξινομεί σε σειρά προτεραιότητας τις αιτήσεις DRAR στην εγγραμμένη ουρά και τις αιτήσεις ARAR στην ουρά βέλτιστης προσπάθειας. Είναι πιθανό, όπως προαναφέρθηκε, οι πόροι να μην επαρκούν για τον συνολικό αριθμό των ροών που θέλουν να μεταδώσουν. Χρειάζεται, λοιπόν, ένας

μηχανισμός ελέγχου της χωρητικότητας της χρονοσχισμής, ο ελεγκτής πόρων, ο οποίος θα καθορίζει και τον αριθμό των ροών που θα μεταδώσουν κατά την διάρκειά της. Ο έλεγχος της χωρητικότητας της χρονοσχισμής γίνεται από τον ελεγκτή πόρων σύμφωνα με τα όσα αναφέρθηκαν στην παράγραφο της ελαχιστοποίησης της συνολικά λαμβανόμενης ισχύος (4.2), χρησιμοποιώντας την σχέση (36). Η σχέση αυτή, λοιπόν, χρησιμοποιείται για να καθορίσει τον ακριβή αριθμό των ροών που θα μεταδώσουν. Οι ρυθμοί μετάδοσης που τίθενται στην σχέση (36) είναι εκείνοι που καθορίστηκαν μέσω των αιτήσεων DRAR και ARAR.

Ο ελεγκτής πόρων αρχίζει από την εγγυημένη ουρά και τις δέσμες πακέτων των ροών πραγματικού χρόνου, και χρησιμοποιεί (στην σχέση (36)) τους ρυθμούς μετάδοσης που καθορίστηκαν μέσω των αιτήσεων DRAR. Εάν εξαντληθεί η χωρητικότητα, οι υπόλοιπες δέσμες πακέτων και οι αντίστοιχες ροές θα εξυπηρετηθούν σε επόμενη χρονοσχισμή. Εφόσον υπάρχουν υπολειπόμενοι πόροι, ο ελεγκτής πόρων συνεχίζει με την ουρά βέλτιστης προσπάθειας και τις ροές μη πραγματικού χρόνου, όπου έχει αρχικά αιτηθεί ένας ελάχιστος ρυθμός από την αίτηση ARAR. Σύμφωνα με την λογική της βέλτιστης προσπάθειας, ο ρυθμός αυτός μπορεί να ισούται με το βασικό ρυθμό μετάδοσης  $R_b$  του OVSF δέντρου. Επειδή όμως μια τέτοια μέθοδος μπορεί να οδηγήσει σε πολλές ροές που μεταδίδουν με τον βασικό ρυθμό και σε μη αποδοτική χρησιμοποίηση πόρων, ο ελεγκτής πόρων χρειάζεται μια εναλλακτική προσέγγιση.

Ορίζεται, λοιπόν, ένα άνω όριο για τον αποδεκτό αριθμό ροών μη πραγματικού χρόνου που θα μεταδώσουν στην χρονοσχισμή, το οποίο ονομάζεται *παράθυρο μετάδοσης TW*. Το μέγεθός του επηρεάζει την αποδοτικότητα της χρησιμοποίησης των υπολειπόμενων πόρων μετά την μετάδοση των ροών πραγματικού χρόνου. Εάν το μέγεθος του παραθύρου είναι πολύ μεγάλο, πολλές ροές μοιράζονται τους υπολειπόμενους πόρους, λαμβάνοντας λίγους η καθεμία. Η κατανομή λιγιστών πόρων γίνεται πιο έντονη, καθώς οι ροές παρεμβάλλουν μεταξύ τους. Θα μπορούσε, λοιπόν, να ισχυριστεί κανείς ότι η καλύτερη πρακτική θα ήταν να διατηρείται το παράθυρο μετάδοσης όσο το δυνατόν μικρότερο, έτσι ώστε να μειώνεται η παρεμβολή και η διέλευση να παραμένει υψηλή. Προκύπτουν τότε δύο ερωτήματα.

Πρώτον, σύμφωνα με την βιβλιογραφία ([7], [32]), η βέλτιστη λύση σε πολλές περιπτώσεις είναι να μεταδίδει μία μόνο ροή μη πραγματικού χρόνου την φορά. Το παράθυρο μετάδοσης στην περίπτωση αυτή έχει μέγεθος 1. Παρόλο αυτά, σε ένα πρακτικό σύστημα, είναι συνήθως δύσκολο να χρησιμοποιηθεί πλήρως η



χωρητικότητα του συστήματος με τον τρόπο αυτό. Αυτό οφείλεται από την μια μεριά στον περιορισμό σε ισχύ μετάδοσης του κινητού τερματικού. Ακόμα και αν το κινητό τερματικό μεταδίδει με πλήρη ισχύ, το σήμα που λαμβάνεται στον σταθμό βάσης θα είναι μικρότερο λόγω των απωλειών του καναλιού. Από την άλλη μεριά, υπάρχει ένα άνω όριο στον ρυθμό μετάδοσης κάθε ροής που προκύπτει από την χρήση του OVSF δέντρου. Επομένως, περισσότερες ροές θα πρέπει να μεταδώσουν παράλληλα, έτσι ώστε να αξιοποιηθούν πλήρως οι πόροι του δικτύου στην ζεύξη ανόδου ([33]).

Το δεύτερο ερώτημα αφορά την δικαιοσύνη μεταξύ των ροών. Κρατώντας το παράθυρο μετάδοσης σε ένα ελάχιστο, ελάχιστες ροές μοιράζονται τους υπολειπόμενους πόρους. Η απάντηση στο πρόβλημα της δικαιοσύνης που παρουσιάζει η συγκεκριμένη επιλογή του παραθύρου μετάδοσης δίνεται χάρη αφενός στην επιλογή ενός κατάλληλου αλγορίθμου κατανομής πόρων και αφετέρου στο σχήμα προτεραιοτήτων. Η κατανομή πόρων π.χ. που χρησιμοποιεί την μεγιστοποίηση της κανονικοποιημένης διέλευσης, εξασφαλίζει την δικαιοσύνη σε επίπεδο χρονοσχισμής (*βραχυπρόθεσμη*), βρίσκοντας τον βέλτιστο συμβιβασμό μεταξύ διέλευσης και δικαιοσύνης. Το σχήμα προτεραιοτήτων καθορίζει ανά χρονοσχισμή κάθε φορά ποιος προηγείται για μετάδοση. Έτσι, αποκαθίσταται το πρόβλημα δικαιοσύνης (*μακροπρόθεσμη*) μεταξύ των ροών, αφού την επόμενη χρονοσχισμή μπορεί να μεταδώσει μια ροή που έχει αδικηθεί σε προηγούμενα πλαίσια και κινδυνεύει από υποβάθμιση της ποιότητας της υπηρεσίας.

Η δικαιοσύνη μεταξύ των ροών μπορεί να μετρηθεί μέσω ενός δείκτη ([34]), ο οποίος δίνεται από την σχέση (66):

$$\delta_F = \frac{\left( \sum_{i=1}^N \bar{R}_i \right)^2}{N \sum_{i=1}^N \bar{R}_i^2} \quad (66)$$

όπου  $\bar{R}_i$  είναι ο μέσος ρυθμός μετάδοσης της ροής  $i$ . Ο δείκτης  $\delta_F$  είναι θετικός, έχει κάτω όριο τον αντίστροφο του αριθμού των ροών και άνω όριο την μονάδα. Μεγάλη τιμή δείκτη σημαίνει καλύτερη δικαιοσύνη σε ό,τι αφορά την διέλευση μεταξύ των διαφορετικών  $N$  ροών.

Στην διατριβή αυτή, το παράθυρο μετάδοσης θεωρείται προκαθορισμένο σε μια σταθερή τιμή. Υπενθυμίζεται πως ο αριθμός αυτός αποτελεί ένα άνω όριο για τον

αριθμό των ροών μη πραγματικού χρόνου που θα μεταδώσουν. Για την διερεύνηση της εφικτότητας της κατανομής, ο ρυθμός μετάδοσης των ροών μη πραγματικού χρόνου στον ελεγκτή πόρων και στην σχέση (36) θεωρείται ίσος με τον ελάχιστο ρυθμό μετάδοσης της αντίστοιχης αίτησης ARAR. Στην παράγραφο των αποτελεσμάτων 6.2.6, μεταβάλλεται το παράθυρο μετάδοσης σε μια σειρά προσομοιώσεων, ώστε να μελετηθεί η επίδραση της παραμέτρου αυτής. Φυσικά, στην διάρκεια μιας προσομοίωσης, η τιμή του παραμένει σταθερή.

Στο σημείο αυτό, είναι χρήσιμη μια σύνοψη της ροής πληροφορίας μέσα από τον ελεγκτή πόρων. Εάν ο ελεγκτής πόρων θεωρηθεί ένα μαύρο κουτί, οι ταξινομημένες κατά προτεραιότητα αιτήσεις DRAR και ARAR αποτελούν τις εισόδους. Μετά τις διεργασίες του ελεγκτή πόρων, η έξοδος αποτελείται από το σαφώς καθορισμένο διάνυμα μετάδοσης  $V$ , που περιλαμβάνει τις ροές που θα μεταδώσουν στην χρονοσχισμή και τις αντίστοιχες δέσμες πακέτων. Στη συνέχεια, έπεται η εύρεση των ρυθμών μετάδοσης που θα ανατεθούν από τον αλγόριθμο κατανομής πόρων, που αποτελεί το αντικείμενο της επόμενης παραγράφου.

## 5.4 Ανάθεση πόρων

Έχοντας επιλέξει το διάνυμα μετάδοσης στην χρονοσχισμή, ο αλγόριθμος ανάθεσης πόρων καλείται να αποφασίσει για τον ρυθμό μετάδοσης κάθε ροής και την αντίστοιχη ισχύ. Ο σταθμός βάσης στέλνει, τότε, την άδεια μετάδοσης στα τερματικά με τις σχετικές πληροφορίες από το κανάλι ελέγχου της ζεύξης καθόδου.

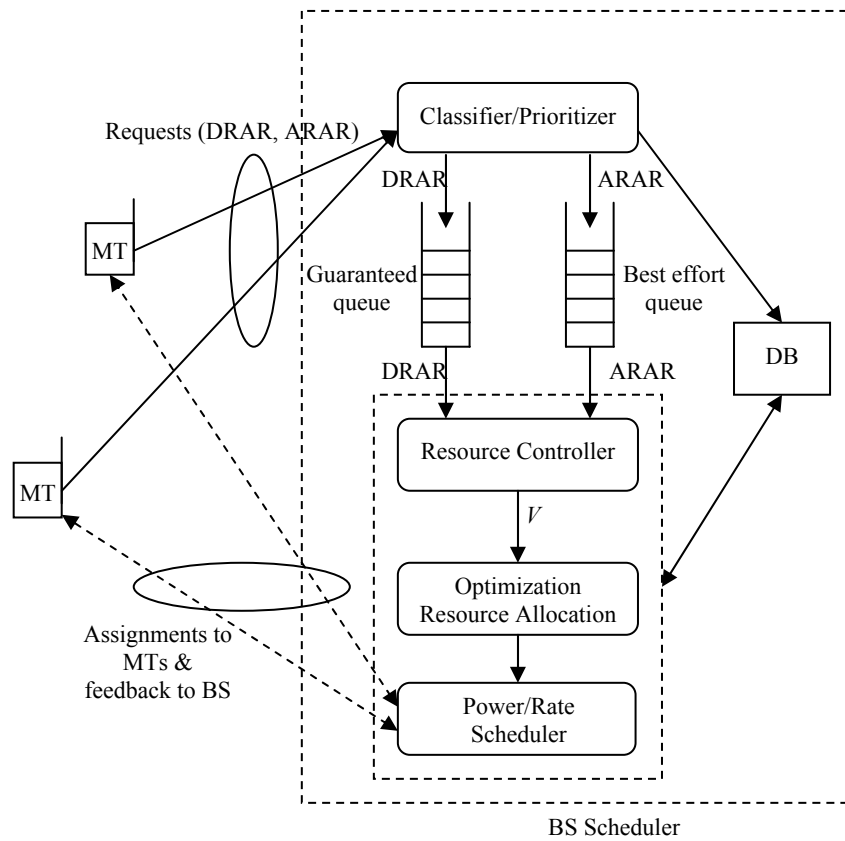
Όπως αναφέρθηκε στην παράγραφο 1.1, η κατανομή των πόρων είναι μια δύσκολη υπόθεση, που απαιτεί την βέλτιστη ισορροπία μεταξύ ενός αριθμού ανταγωνιστικών στόχων, π.χ. διέλευσης και δικαιοσύνης. Η ανάθεση πόρων μπορεί να γίνει κατά βέλτιστο τρόπο μέσω των αλγορίθμων μεγιστοποίησης της διέλευσης (4.3) και της κανονικοποιημένης διέλευσης (4.4). Εναλλακτικά, θα χρησιμοποιηθούν οι αντίστοιχοι ευρετικοί αλγόριθμοι μεγίστου ρυθμού ή μεγίστης ισχύος (4.5.2.1) και μεγίστης δικαιοσύνης (προτεινόμενος από την διατριβή, 4.5.2.2), οι οποίοι και θα συγκριθούν μεταξύ τους με αμφότερο στόχο την ελαχιστοποίηση της καθυστέρησης μετάδοσης ([30]), η οποία ορίζεται ως ο μέσος χρόνος αποστολής ενός μηνύματος.

Η διατριβή αυτή προτείνει ένα καινοτόμο αλγόριθμο ανάθεσης πόρων, τον αλγόριθμο μεγίστης δικαιοσύνης. Πρώτος στόχος αποτελεί η αξιοποίηση της βραχυπρόθεσμης

δικαιοσύνης, δηλαδή της δικαιοσύνης σε επίπεδο χρονοσχισμής. Η βραχυπρόθεσμη δικαιοσύνη μπορεί να επηρεάσει την επίδοση του δικτύου σε διέλευση και δικαιοσύνη όσο και η μακροπρόθεσμη (σε επίπεδο πλαισίων). Δεύτερος στόχος είναι ο συμβιβασμός μεταξύ διέλευσης και δικαιοσύνης να γίνεται με κριτήρια ποιότητας υπηρεσίας (π.χ. ρυθμός μετάδοσης) και όχι συνθηκών διάδοσης. Τέλος, η εύρεση του βέλτιστου συμβιβασμού πρέπει να προσαρμόζεται σε κάθε χρονοσχισμή ανάλογα με το επιλεγμένο σύνολο ροών που μεταδίδουν (διάνυσμα μετάδοσης), δηλαδή ο αλγόριθμος να είναι δυναμικός.

Ο χρονοπρογραμματιστής για την μετάδοση της ζεύξης ανόδου φαίνεται στην Εικόνα 10 της επόμενης παραγράφου, όπου αναγράφονται όλα τα συστατικά του μέρη, οι αντίστοιχες σχέσεις μεταξύ τους και η ροή της πληροφορίας.

## 5.5 Συνοπτικό διάγραμμα χρονοπρογραμματιστή ζεύξης ανόδου



**Εικόνα 10:** Ο κεντροποιημένος χρονοπρογραμματιστής για την μετάδοση της ζεύξης ανόδου

## 6 ΑΠΟΤΙΜΗΣΗ ΠΡΟΤΕΙΝΟΜΕΝΟΥ ΠΡΩΤΟΚΟΛΛΟΥ MAC

Το προτεινόμενο σχήμα προσομοιώνεται για εξαγωγή χρήσιμων συμπερασμάτων και αποτελεσμάτων. Το κεφάλαιο αυτό χωρίζεται σε δύο μέρη.

Αρχικά, παρουσιάζεται ένα στιγμιότυπο προσομοίωσης και συγκεκριμένα μια χρονοσχισμή του χρονικού πλαισίου της ζεύξης ανόδου. Σκοπός αποτελεί η αποτίμηση του αλγορίθμου βελτιστοποίησης της ανάθεσης πόρων βραχυπρόθεσμα, μέσω της σύγκρισης αλγορίθμων της βιβλιογραφίας (πολυκωδικός, μεταβλητού κέρδους εξάπλωσης) και των αλγορίθμων του υβριδικού σχήματος, δηλαδή μεγίστου ρυθμού (ή μεγίστης ισχύος) και μεγίστης δικαιοσύνης (4.5.2). Κριτήρια σύγκρισης είναι η διέλευση και η δικαιοσύνη στην χρονοσχισμή, ενώ μεταβάλλονται σημαντικές παράμετροι, που επηρεάζουν τα σύγχρονα IP CDMA δίκτυα 4<sup>ης</sup> γενιάς, όπως η διακυβελική παρεμβολή, ο μέγιστος αριθμός των κωδικών του τερματικού και το παράθυρο μετάδοσης.

Στην συνέχεια, παρουσιάζεται μια πλήρης προσομοίωση, με σκοπό την συνολική αξιολόγηση του υβριδικού πρωτοκόλλου και των αλγορίθμων μεγίστου ρυθμού (ή μεγίστης ισχύος) και μεγίστης δικαιοσύνης μακροπρόθεσμα (μετά την παρέλευση μεγάλου αριθμού χρονικών πλαισίων ή χρονοσχισμών). Μελετώνται τα κέρδη στην καθυστέρηση μετάδοσης μηνύματος, στην καθυστέρηση πακέτου, στον ρυθμό μετάδοσης, στον δείκτη δικαιοσύνης (66) και σε άλλα σημαντικά κριτήρια αξιολόγησης. Μεταβάλλονται εκ νέου η διακυβελική παρεμβολή, ο μέγιστος αριθμός των κωδικών του τερματικού, το παράθυρο μετάδοσης, αλλά και το φορτίο και η μέγιστη ισχύς του τερματικού. Αποτιμάται, επίσης, το σχήμα με τα βάρη προτεραιότητας για τις υπηρεσίες πραγματικού χρόνου, που αντικαθιστά τον έλεγχο αποδοχής σύνδεσης, που στα σύγχρονα δίκτυα είναι συχνά αντिलειτουργικός λόγω της εκρηκτικότητας της κίνησης.

## 6.1 Στιγμιότυπο προσομοίωσης - Βραχυπρόθεσμη αποτίμηση

Στην παράγραφο αυτή, θα παρουσιαστεί ένα στιγμιότυπο της προσομοίωσης και συγκεκριμένα η ανάθεση πόρων σε μια χρονοσχισμή. Σκοπός αποτελεί η αξιολόγηση των προτεινόμενων αλγορίθμων κατανομής πόρων του υβριδικού πρωτοκόλλου MAC έναντι όλων των εναλλακτικών προσεγγίσεων.

Ο Πίνακας 2 δηλώνει τις παραμέτρους της προσομοίωσης. Η διακυψελική παρεμβολή  $I_{inter}$  και ο μέγιστος αριθμός  $u$  των κωδικών του τερματικού μεταβάλλονται, ώστε να μελετηθεί η επίδραση των παραμέτρων αυτών.

Πίνακας 2: Παράμετροι προσομοίωσης.

Παράμετρος	Σύμβολο	Τιμή
Εύρος ζώνης	$W$	5 MHz
Φασματική πυκνότητα θορύβου	$N_0$	-174 dBm/Hz
Επίπεδα OVSF δέντρων	$M$	9
Βασικός ρυθμός μετάδοσης	$R_b$	19.5 kbps
Μέγιστη ισχύς τερματικού $n$ (λαμβανόμενη)	$S_{max,n}$	1 W
Διάρκεια χρονοσχισμής	$T_s$	1.25 msec

Προσομοιώνονται δύο υπηρεσίες. Η πρώτη είναι πραγματικού χρόνου και συγκεκριμένα μια VoIP σύνδεση που βασίζεται στον G.729 αποκωδικοποιητή (ρυθμός κωδικοποίησης ίσος με 8 kbps και μέγεθος UDP πακέτου ίσο με 20 bytes) με  $E_b/N_0 = 2.54$  dB. Κάθε UDP πακέτο αντιστοιχεί σε ένα ρυθμό μετάδοσης στην χρονοσχισμή  $r = 128$  kbps. Ο τελικός αιτούμενος ρυθμός  $r$ , που ανήκει στο διακριτό σύνολο των διαθέσιμων ρυθμών του υβριδικού πρωτοκόλλου, βρίσκεται μέσω της σχέσης (22). Η δεύτερη υπηρεσία είναι μη πραγματικού χρόνου και συγκεκριμένα αντιπροσωπεύει μια εφαρμογή δεδομένων με  $E_b/N_0 = 2.75$  dB και ελάχιστο αποδεκτό ρυθμό μετάδοσης  $R_{min} = R_b$ .

Επειδή μελετάται η ανάθεση πόρων σε μια χρονοσχισμή, δεν έχει νόημα να οριστούν μεγέθη όπως η διάρκεια της VoIP σύνδεσης ή το μέγεθος κάθε μηνύματος δεδομένων. Αντίθετα, ενδιαφέρουν οι αιτούμενοι ρυθμοί μετάδοσης στην χρονοσχισμή. Αναφέρθηκε, προηγουμένως, ο αιτούμενος ρυθμός στην χρονοσχισμή

για κάθε UDP πακέτο της VoIP σύνδεσης. Για τις εφαρμογές δεδομένων, θεωρείται πως κάθε ροή χρειάζεται στην χρονοσχιστή ρυθμό μετάδοσης τουλάχιστον ίσο με τον μέγιστο ρυθμό του OVSF δέντρου  $R_{\max}$  για την αποστολή του μηνύματος.

Για την επίλυση του προβλήματος βελτιστοποίησης (μεγιστοποίηση διέλευσης 4.3 ή μεγιστοποίηση κανονικοποιημένης διέλευσης 4.4), μπορεί να χρησιμοποιηθεί MATLAB (MATLAB Genetic Algorithm and Direct Search Toolbox) και ο αλγόριθμος μοτίβου «pattern search» (A.3). Όπως διατυπώνεται στην A.2, ο αλγόριθμος αυτός είναι ιδανικός για την επίλυση πολύπλοκων μη γραμμικών προβλημάτων και συγκλίνει σε ολικό και όχι τοπικό βέλτιστο σημείο, όταν χρησιμοποιείται με πλήρη βολιδοσκόπηση. Έναντι αυτού όμως, χρησιμοποιήθηκαν οι ευρετικοί αλγόριθμοι μεγίστου ρυθμού (ή μεγίστης ισχύος) και μεγίστης δικαιοσύνης (4.5.2). Σημειώνεται ότι διασταυρώθηκε η ορθότητα των ευρετικών αλγορίθμων και έδιναν τα ίδια αποτελέσματα με τα αντίστοιχα προβλήματα βελτιστοποίησης.

Στην χρονοσχιστή της προσομοίωσής μας, 3 VoIP και 2 χρήστες δεδομένων έχουν αρχικά σκοπό να μεταδώσουν. Θεωρείται πως το παράθυρο μετάδοσης  $TW$  ισούται με 2, έτσι ώστε και οι 2 χρήστες δεδομένων να έχουν την δυνατότητα να μεταδώσουν. Ο Πίνακας 3 δίνει τα αποτελέσματα της προσομοίωσης. Τα αποτελέσματα σε ρυθμό μετάδοσης δηλώνονται ως  $(R_1, R_2, R_3, R_4, R_5)$  κάτω από την αντίστοιχη στήλη ρυθμού μετάδοσης, όπου οι δείκτες 1, 2, 3 και 4, 5 ισχύουν για τους VoIP χρήστες και τους χρήστες δεδομένων αντίστοιχα. Με τον ίδιο τρόπο, απεικονίζεται το διάγραμμα ισχύος ως  $(P_1, P_2, P_3, P_4, P_5)$ . Οι ρυθμοί μετάδοσης και η διέλευση  $t_r$  δίνονται σε μονάδες βασικού ρυθμού μετάδοσης  $R_b$ . Για την αποτίμηση της δικαιοσύνης μεταξύ των χρηστών, χρησιμοποιήθηκε ο δείκτης δικαιοσύνης  $\delta_F$  (66). Υπενθυμίζεται ότι ο δείκτης λαμβάνει θετικές τιμές, έχει κάτω όριο τον αντίστροφο του αριθμού των χρηστών και άνω όριο την μονάδα. Υψηλή τιμή δείκτη σημαίνει υψηλή τιμή δικαιοσύνης ανάμεσα στους χρήστες.

Ο Πίνακας 3 περιλαμβάνει την διέλευση και τον δείκτη δικαιοσύνης, όπως υπολογίζονται μόνο για τους χρήστες δεδομένων, επειδή οι VoIP χρήστες λαμβάνουν πάντα τους αιτούμενους πόρους και οι χρήστες δεδομένων ανταγωνίζονται για τους υπολειπόμενους. Οι μέθοδοι που συγκρίνονται είναι η πολυκωδική μετάδοση MC, η μετάδοση μεταβλητού κέρδους εξάπλωσης VSF, ο αλγόριθμος μεγίστου ρυθμού MaxRate και ο αλγόριθμος μεγίστης δικαιοσύνης MaxFair. Οι δύο τελευταίοι αλγόριθμοι χρησιμοποιούν το υβριδικό πρωτόκολλο MAC.

Πίνακας 3: Σύγκριση αλγορίθμων κατανομής πόρων.

Inter (W)	Μέθοδος	u	Ρυθμός ( $R_b$ )	$t_r$ ( $R_b$ )	$\delta_F$	Ισχύς (W)
0.1	MC	5	(5, 5, 5, 5, 5)	10	1	(0.0041, 0.0041, 0.0041, 0.0043, 0.0043)
	VSF	1	(8, 8, 8, 256, 16)	272	0.56	(0.0647, 0.0647, 0.0647, 0.7953, 0.1282)
	MaxRate	2	(8, 8, 8, 256, 18)	274	0.57	(0.0753, 0.0753, 0.0753, 0.9264, 0.1659)
	MaxRate	5	(7, 7, 7, 256, 22)	278	0.59	(0.0697, 0.0697, 0.0697, 0.9732, 0.2076)
	MaxFair	2	(8, 8, 8, 96, 80)	176	0.9918	(0.0945, 0.0945, 0.0945, 0.7367, 0.6594)
	MaxFair	5	(7, 7, 7, 94, 94)	188	1	(0.1115, 0.1115, 0.1115, 0.9649, 0.9649)
0.5	MC	5	(5, 5, 5, 5, 5)	10	1	(0.0205, 0.0205, 0.0205, 0.0214, 0.0214)
	VSF	1	(8, 8, 8, 128, 16)	144	0.6231	(0.1061, 0.1061, 0.1061, 0.9688, 0.2104)
	MaxRate	2	(8, 8, 8, 160, 4)	164	0.525	(0.0978, 0.0978, 0.0978, 0.9962, 0.0527)
	MaxRate	5	(7, 7, 7, 178, 1)	179	0.5056	(0.0820, 0.0820, 0.0820, 0.9937, 0.0128)
	MaxFair	2	(8, 8, 8, 68, 68)	136	1	(0.1529, 0.1529, 0.1529, 0.9599, 0.9599)
	MaxFair	5	(7, 7, 7, 71, 71)	142	1	(0.1349, 0.1349, 0.1349, 0.9897, 0.9897)
1.5	MC	5	(5, 5, 5, 5, 5)	10	1	(0.0614, 0.0614, 0.0614, 0.0643, 0.0643)
	VSF	1	(8, 8, 8, 64, 4)	68	0.5623	(0.1619, 0.1619, 0.1619, 0.9762, 0.0872)
	MaxRate	2	(8, 8, 8, 66, 3)	69	0.5454	(0.1618, 0.1618, 0.1618, 0.9962, 0.0658)
	MaxRate	5	(7, 7, 7, 70, 1)	71	0.5143	(0.1369, 0.1369, 0.1369, 0.9952, 0.0214)
	MaxFair	2	(8, 8, 8, 40, 40)	80	1	(0.2064, 0.2064, 0.2064, 0.8839, 0.8839)
	MaxFair	5	(7, 7, 7, 44, 44)	88	1	(0.1894, 0.1894, 0.1894, 0.9901, 0.9901)

Η πολυκωδική προσέγγιση MC οδηγεί σε χαμηλή διέλευση και υποχρησιμοποίηση των πόρων, διότι κάθε κωδικός χρησιμοποιεί τον βασικό ρυθμό μετάδοσης  $R_b$ . Η μεταβλητού κέρδους εξάπλωσης προσέγγιση με μεγιστοποίηση διέλευσης VSF οδηγεί σε υψηλότερη διέλευση, αλλά μικρότερη πάντοτε από τον αλγόριθμο μεγίστου ρυθμού MaxRate του υβριδικού πρωτοκόλλου. Αυτό οφείλεται στο γεγονός ότι το υβριδικό σχήμα έχει την ευελιξία να χρησιμοποιεί περισσότερους κωδικούς ταυτόχρονα. Επιπλέον, στον αλγόριθμο μεγίστου ρυθμού, η διέλευση αυξάνει με την χρησιμοποίηση περισσότερων κωδικών (μεγαλύτερο  $u$ ). Με την αύξηση της παραμέτρου  $u$ , οι VoIP χρήστες μπορούν επίσης να λάβουν ελαφρώς μικρότερους ρυθμούς, μειώνοντας την παρεμβολή που προκαλούν στους άλλους χρήστες. Το μειονέκτημα του αλγορίθμου MaxRate είναι ότι οδηγεί σε άδικες κατανομές και πολύ χαμηλούς δείκτες δικαιοσύνης (πλησίον του κάτω ορίου).

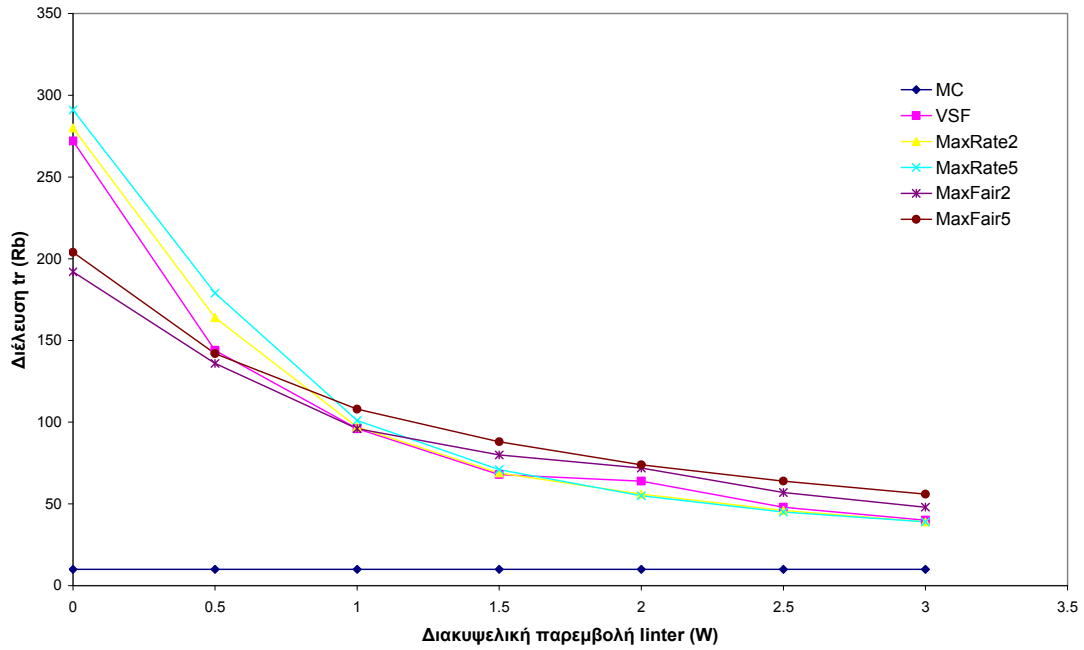
Χρησιμοποιώντας τον αλγόριθμο μέγιστης δικαιοσύνης MaxFair του υβριδικού πρωτοκόλλου, δίκαιες κατανομές λαμβάνουν χώρα, με τον δείκτη  $\delta_F$  να ισούται επί των πλείστον με την μονάδα (πλήρης δικαιοσύνη). Επιπλέον αύξηση στην δικαιοσύνη για  $I_{inter} = 0.1W$  είναι δυνατή μέσω μιας υψηλότερης τιμής της παραμέτρου  $u$ . Αυτή η αύξηση δεν συμβαίνει εις βάρος της διέλευσης, που αυξάνει με την άνοδο της παραμέτρου  $u$ . Γενικά, η αύξηση της διέλευσης με την χρήση μεγαλύτερου αριθμού κωδικών  $u$  ισχύει σε κάθε περίπτωση.



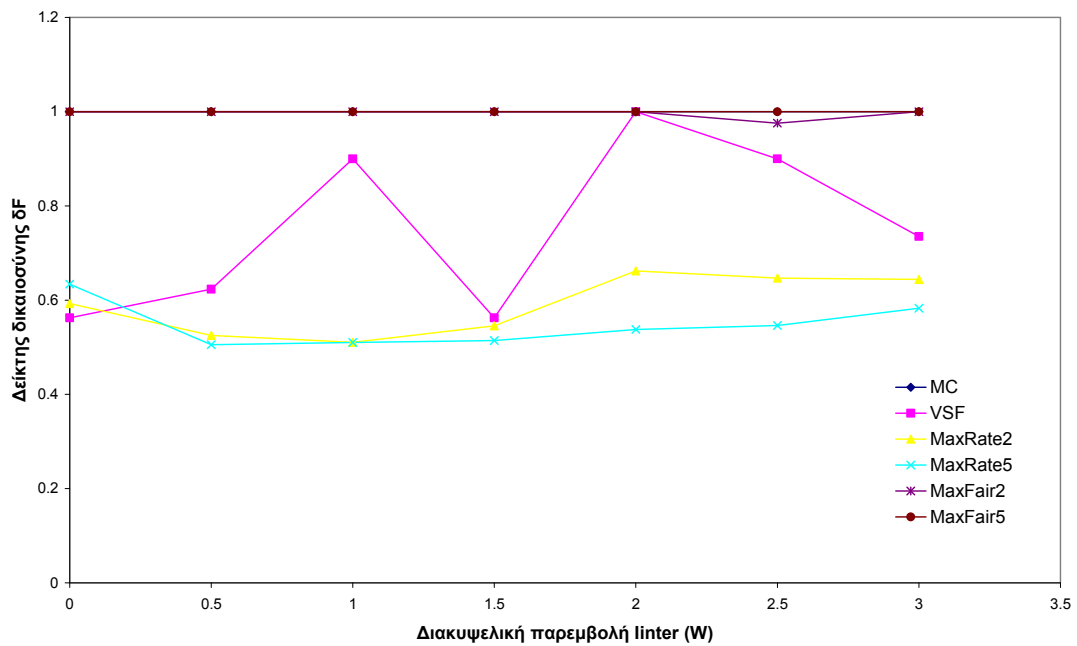
Ένα πολύ ενδιαφέρον συμπέρασμα είναι ότι για  $I_{inter} = 0.1W$  και  $I_{inter} = 0.5W$ , παρατηρείται μικρότερη διέλευση στον αλγόριθμο μεγίστης δικαιοσύνης από τον αλγόριθμο μεγίστου ρυθμού. Στην περίπτωση όμως όπου  $I_{inter} = 1.5W$ , ο αλγόριθμος μεγίστης δικαιοσύνης δίνει και υψηλότερη διέλευση εκτός από υψηλότερη δικαιοσύνη συγκριτικά με τον αλγόριθμο μεγίστου ρυθμού. Αυτό αντιβαίνει με τα έως τώρα ισχύοντα στην βιβλιογραφία ([33]), σύμφωνα με τα οποία η μεγιστοποίηση της διέλευσης επιτυγχάνεται με την χρήση μεγίστου ρυθμού ή μεγίστης ισχύος (στρατηγική bang-bang). Σημειώνεται πως μέσω των εξαγόμενων διανυσμάτων ισχύος, επιβεβαιώνεται ότι η χρήση μεγίστου ρυθμού συνεπάγεται χρήση μεγίστης ισχύος και αντίστροφα. Υπάρχει, λοιπόν, ένα κατώφλι παρεμβολής που όταν ξεπεραστεί η χρήση μεγίστης δικαιοσύνης εξασφαλίζει και μέγιστη διέλευση.

Η πειραματική αναζήτηση του κατώφλιου αυτού και γενικά η σύγκριση των παραπάνω μεθόδων (MC, VSF, MaxRate, MaxFair) σε διέλευση φαίνεται στην Εικόνα 11, όπου αναπαρίσταται η διέλευση  $t_r$  συναρτήσει της διακυψελικής παρεμβολής  $I_{inter}$ . Οι συντομογραφίες «MaxRate» και «MaxFair» ακολουθούνται από έναν αριθμό που δηλώνει τον μέγιστο αριθμό  $u$  των κωδικών του τερματικού. Επιβεβαιώνεται το θεωρητικά αναμενόμενο (4.5.2.4) πως το κατώφλι ισούται με  $I_{inter} \geq S_{max} - N_0W$ , δηλαδή ισχύει περίπου  $I_{inter} \geq 1W$ . Γενικά, πριν το κατώφλι ισχύει για την διέλευση  $MaxRate5 > MaxRate2 > VSF \geq MaxFair5 > MaxFair2 > MC$  και μετά το κατώφλι  $MaxFair5 > MaxFair2 > MaxRate5 \approx MaxRate2 \approx VSF > MC$ .

Στην Εικόνα 12 απεικονίζεται ο δείκτης δικαιοσύνης  $\delta_F$  συναρτήσει της διακυψελικής παρεμβολής  $I_{inter}$  για τις ανωτέρω μεθόδους. Είναι φανερή η υπεροχή του αλγορίθμου maxFair που επιτυγχάνει σχεδόν πάντα πλήρη δικαιοσύνη. Τυχόν διακυμάνσεις στους αλγορίθμους VSF και MaxRate με χαμηλό  $u$  οφείλονται στην μη εύρεση ενός κατάλληλα μεγίστου ρυθμού στο διακριτό σύνολο των διαθέσιμων ρυθμών του υβριδικού πρωτοκόλλου, με συνέπεια να χρησιμοποιείται κάποιος μικρότερος που επιτρέπει μικρότερη παρεμβολή και υψηλότερο ρυθμό στους ανταγωνιστές του, ενισχύοντας με τον τρόπο αυτό κατά περίπτωση την δικαιοσύνη.



**Εικόνα 11:** Γραφική απεικόνιση της διέλευσης  $t_r$  σε μονάδες  $R_b$  ανά αυξανόμενη διακυψελική παρεμβολή  $I_{inter}$  σε μονάδες  $W$  για τους αλγόριθμους MC, VSF, MaxRate ( $u = 2$  και  $5$ ) και MaxFair ( $u = 2$  και  $5$ ).



**Εικόνα 12:** Γραφική απεικόνιση του δείκτη δικαιοσύνης  $\delta_F$  ανά αυξανόμενη διακυψελική παρεμβολή  $I_{inter}$  σε μονάδες  $W$  για τους αλγόριθμους MC, VSF, MaxRate ( $u = 2$  και  $5$ ) και MaxFair ( $u = 2$  και  $5$ ).

Με σκοπό να μελετηθεί η ευαισθησία των αλγορίθμων του υβριδικού πρωτοκόλλου και να αξιολογηθεί η επίδραση του παραθύρου μετάδοσης  $TW$ , μεταβάλλεται ο αριθμός των VoIP και των χρηστών δεδομένων (V, D) για τις μεθόδους MaxRate και MaxFair όταν  $u = 5$ . Ο Πίνακας 4 δίνει τα αποτελέσματα. Δεδομένου ότι η παράμετρος  $u$  είναι σταθερή, δεν μεταβάλλεται ο αιτούμενος ρυθμός των VoIP χρηστών, που προκύπτει από την σχέση (22). Για το λόγο αυτό και για χάρη τυπικότητας, συμπεριλήφθησαν στην διέλευση και οι VoIP συνδέσεις.

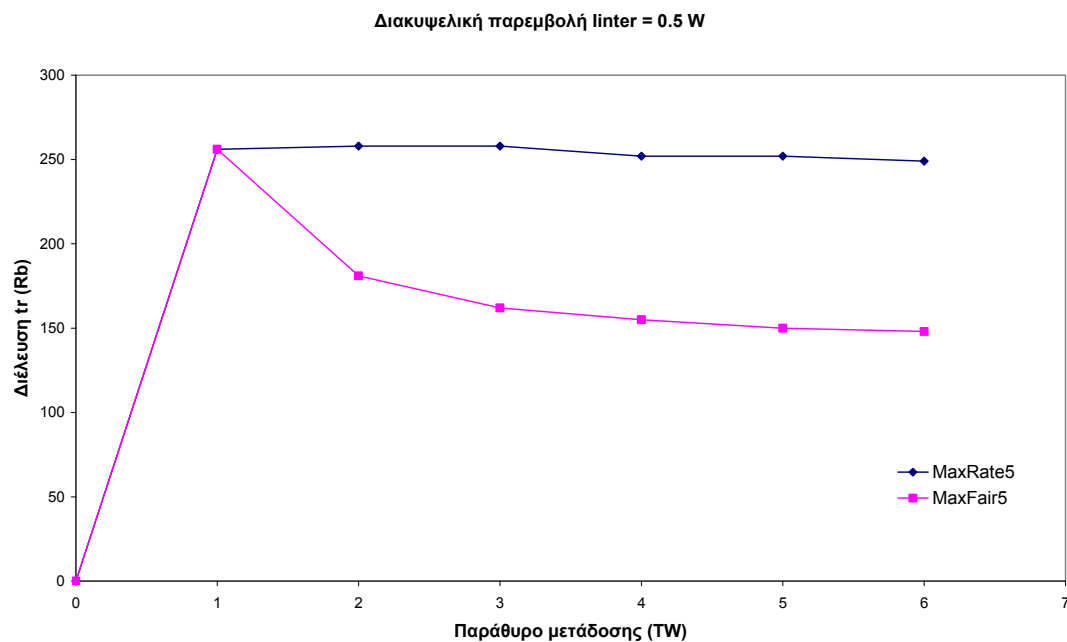
**Πίνακας 4:** Ανάλυση ευαισθησίας αλγορίθμων MaxRate, MaxFair και μελέτη επίδρασης του παραθύρου μετάδοσης.

Iinter (W)	Χρήστες (V, D)	MaxRate		MaxFair	
		$t_r(R_b)$	$\delta_F$	$t_r(R_b)$	$\delta_F$
0.1	(0, 2)	309	0.6985	246	0.9999
	(0, 3)	308	0.4641	194	0.9999
	(0, 4)	307	0.3468	175	0.9999
	(1, 2)	304	0.6562	232	1
	(1, 3)	303	0.4355	188	0.9927
	(1, 4)	303	0.3270	172	0.9797
	(2, 2)	301	0.6193	220	1
	(2, 3)	300	0.4114	182	1
	(2, 4)	300	0.3083	168	0.9998
0.5	(V, D)	$t_r(R_b)$	$\delta_F$	$t_r(R_b)$	$\delta_F$
	(0, 2)	258	0.5078	181	1
	(0, 3)	258	0.3386	162	1
	(0, 4)	252	0.2581	155	0.9999
	(1, 2)	240	0.5043	174	1
	(1, 3)	236	0.3392	159	0.9999
	(1, 4)	230	0.2568	152	0.9999
	(2, 2)	218	0.5049	168	1
	(2, 3)	215	0.34	156	0.9999
(2, 4)	212	0.2577	150	1	
1.5	(V, D)	$t_r(R_b)$	$\delta_F$	$t_r(R_b)$	$\delta_F$
	(0, 2)	90	0.5112	108	1
	(0, 3)	90	0.3486	116	0.9999
	(0, 4)	90	0.2674	120	1
	(1, 2)	90	0.5122	108	0.9999
	(1, 3)	90	0.3499	115	1
	(1, 4)	90	0.2690	120	0.9998
	(2, 2)	91	0.5132	108	1
	(2, 3)	91	0.3512	116	1
(2, 4)	91	0.2705	121	0.9997	

Σε συμφωνία με τα αναμενόμενα, η μέθοδος MaxRate δίνει υψηλότερη διέλευση για  $I_{inter} = 0.1W$  και  $I_{inter} = 0.5W$ , και χαμηλό δείκτη δικαιοσύνης, ενώ η μέθοδος MaxFair παρέχει πάντα σχεδόν πλήρη δικαιοσύνη και μεγαλύτερη διέλευση όταν  $I_{inter} = 1.5W$ . Επιπλέον, εάν αυξηθεί το παράθυρο μετάδοσης  $TW$  και συνεπώς ο

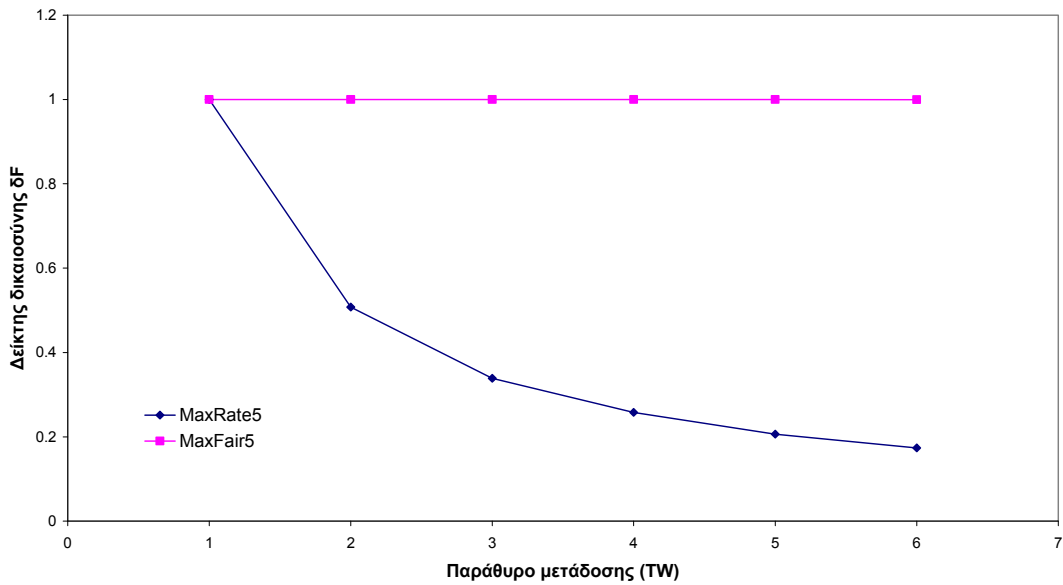
αριθμός των χρηστών δεδομένων στην χρονοσχισμή, μειώνεται ο δείκτης δικαιοσύνης στον αλγόριθμο MaxRate και η αντίστοιχη διέλευση για  $I_{inter} = 0.5W$ , καθώς και η διέλευση για τον αλγόριθμο MaxFair όταν  $I_{inter} = 0.1W$  και  $I_{inter} = 0.5W$ . Αξιοσημείωτη είναι η αύξηση της διέλευσης στον MaxFair με την αύξηση του παραθύρου μετάδοσης για  $I_{inter} = 1.5W$ . Οι λοιπές μεταβολές είναι ελάχιστες και χωρίς σημασία.

Στην Εικόνα 13 και στην Εικόνα 14 απεικονίζονται η διέλευση και ο δείκτης δικαιοσύνης συναρτήσει του παραθύρου μετάδοσης όταν  $I_{inter} = 0.5W$  για τις μεθόδους MaxRate και MaxFair με  $u = 5$  και  $(V, D) = (0, TW)$ . Είναι εμφανής η υπεροχή του MaxRate στην διέλευση και του MaxFair στον δείκτη δικαιοσύνης.



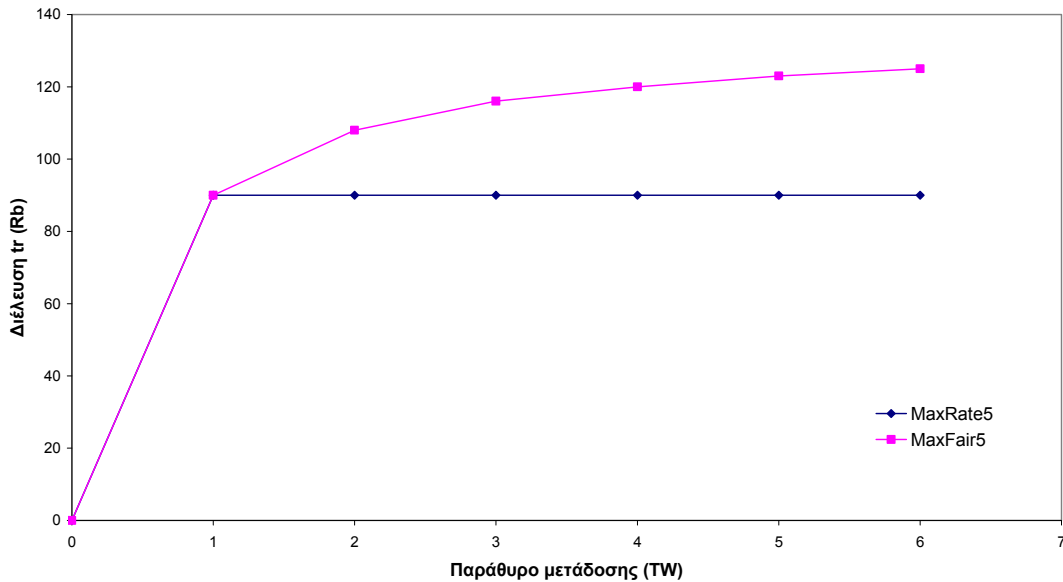
**Εικόνα 13:** Γραφική απεικόνιση της διέλευσης  $t_r$  σε μονάδες  $R_b$  ανά αυξανόμενο παράθυρο μετάδοσης  $TW$  ή αριθμό χρηστών δεδομένων για τους αλγόριθμους MaxRate, MaxFair με  $u = 5$  και  $(V, D) = (0, TW)$  όταν  $I_{inter} = 0.5W$ .

Διακυβελική παρεμβολή  $I_{inter} = 0.5 W$



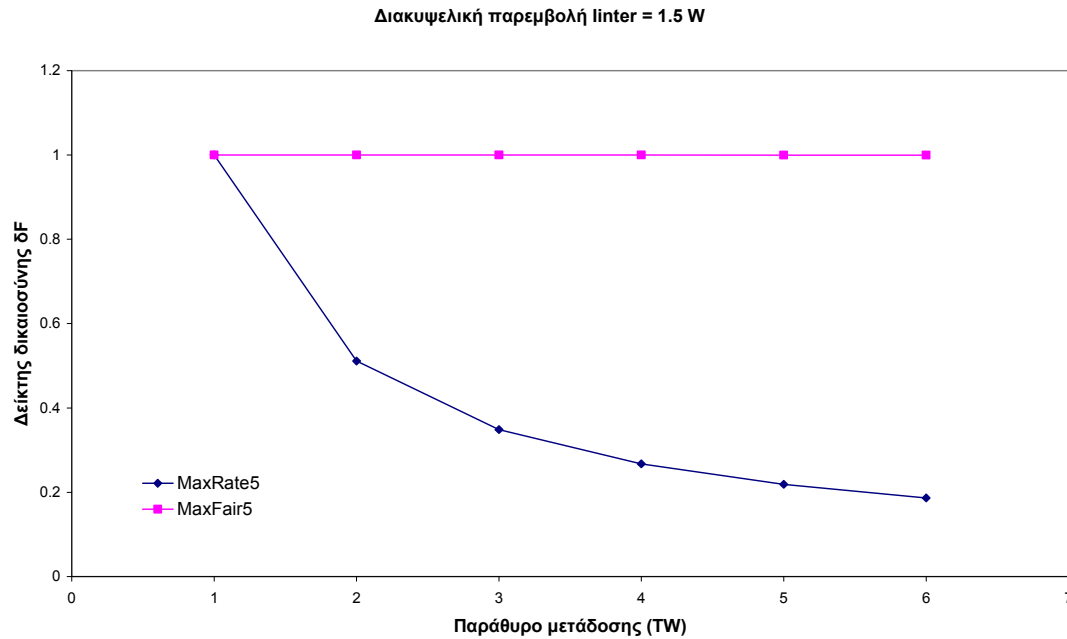
**Εικόνα 14:** Γραφική απεικόνιση του δείκτη δικαιοσύνης  $\delta_F$  ανά αυξανόμενο παράθυρο μετάδοσης  $TW$  ή αριθμό χρηστών δεδομένων για τους αλγόριθμους MaxRate, MaxFair με  $u = 5$  και  $(V, D) = (0, TW)$  όταν  $I_{inter} = 0.5W$ .

Διακυβελική παρεμβολή  $I_{inter} = 1.5 W$



**Εικόνα 15:** Γραφική απεικόνιση της διέλευσης  $t_r$  σε μονάδες  $R_b$  ανά αυξανόμενο παράθυρο μετάδοσης  $TW$  ή αριθμό χρηστών δεδομένων για τους αλγόριθμους MaxRate, MaxFair με  $u = 5$  και  $(V, D) = (0, TW)$  όταν  $I_{inter} = 1.5W$ .

Στην Εικόνα 15 και στην Εικόνα 16 απεικονίζονται η διέλευση και ο δείκτης δικαιοσύνης συναρτήσει του παραθύρου μετάδοσης όταν  $I_{inter} = 1.5W$  για τις μεθόδους MaxRate και MaxFair με  $u = 5$  και  $(V, D) = (0, TW)$ . Είναι εμφανής η υπεροχή του MaxFair τόσο στην διέλευση όσο και στον δείκτη δικαιοσύνης έναντι του MaxRate.



**Εικόνα 16:** Γραφική απεικόνιση του δείκτη δικαιοσύνης  $\delta_F$  ανά αυξανόμενο παράθυρο μετάδοσης  $TW$  ή αριθμό χρηστών δεδομένων για τους αλγόριθμους MaxRate, MaxFair με  $u = 5$  και  $(V, D) = (0, TW)$  όταν  $I_{inter} = 1.5W$ .

## 6.2 Πλήρης προσομοίωση – Μακροπρόθεσμη αποτίμηση

Για πιο ολοκληρωμένη και μακροπρόθεσμη αποτίμηση του προτεινόμενου υβριδικού σχήματος, υλοποιήθηκε πλήρης προσομοιωτής. Ο Πίνακας 5 δηλώνει τις παραμέτρους της προσομοίωσης. Σημειώνεται πως κάποιες παράμετροι λαμβάνουν στον πίνακα την τιμή X, το οποίο σημαίνει ότι η τιμή τους μεταβάλλεται ανά σενάριο προσομοίωσης.

Σε όλα τα σενάρια χρησιμοποιήθηκαν ο αλγόριθμος παραθύρου μετάδοσης (5.3) και οι αλγόριθμοι χρονοπρογραμματισμού πακέτων με βάρη προτεραιότητας (5.2.1) για RT συνδέσεις και κυκλικός (round-robin) για NRT συνδέσεις. Εάν κάπου χρησιμοποιηθεί άλλος αλγόριθμος χρονοπρογραμματισμού, αυτό θα αναφέρεται ρητά. Στα σενάρια προσομοίωσης που ακολουθούν, συγκρίνονται οι αλγόριθμοι μεγίστου ρυθμού MaxRate (4.5.2.1) και μέγιστης δικαιοσύνης MaxFair (4.5.2.2) στα πλαίσια του υβριδικού πρωτοκόλλου MAC. Τονίζεται πως ο αλγόριθμος MaxRate βασίζεται στην προτεινόμενη από την βιβλιογραφία θεωρία για την μεγιστοποίηση της διέλευσης και την μείωση της καθυστέρησης και πως η μεταβλητού κέρδους εξάπλωσης μετάδοση VSF μπορεί να θεωρηθεί ως ειδική περίπτωση του MaxRate με  $u = 1$ .

Πίνακας 5: Παράμετροι προσομοίωσης.

Παράμετρος	Σύμβολο	Τιμή
Εύρος ζώνης	$W$	5 MHz
Φασματική πυκνότητα θορύβου	$N_0$	-174 dBm/Hz
Διακυβελική παρεμβολή	$I_{inter}$	X
Επίπεδα OVSF δέντρων	$M$	9
Μέγιστος αριθμός κωδικών τερματικού	$u$	X
Βασικός ρυθμός μετάδοσης	$R_b$	19.5 kbps
Μέγιστη ισχύς τερματικού $n$ (λαμβάνομενη)	$S_{max,n}$	X
Διάρκεια πλαισίου	$T_{fr}$	10 msec
Χρονοσχισμές ανά πλαίσιο	$N_s$	8
Διάρκεια προσομοίωσης	-	30 min

Προσομοιώνονται δύο υπηρεσίες. Η πρώτη είναι πραγματικού χρόνου (RT) και συγκεκριμένα μια VoIP σύνδεση που βασίζεται στον G.729 αποκωδικοποιητή (ρυθμός κωδικοποίησης ίσος με 8 kbps και μέγεθος UDP πακέτου ίσο με 20 bytes). Κάθε UDP πακέτο αντιστοιχεί σε ένα ρυθμό μετάδοσης στην χρονοσχισμή  $r = 128$  kbps. Ο τελικός αιτούμενος ρυθμός  $r$  βρίσκεται μέσω της σχέσης (22). Η δεύτερη υπηρεσία είναι μη πραγματικού χρόνου (NRT) και συγκεκριμένα αντιπροσωπεύει μια εφαρμογή δεδομένων με ελάχιστο αποδεκτό ρυθμό μετάδοσης  $R_{min} = R_b$ . Ο Πίνακας 6 αναφέρει τις παραμέτρους των υπηρεσιών και γενικότερα της μοντελοποίησης κίνησης. Χρονικές διάρκειες και μεγέθη μηνυμάτων είναι εκθετικές κατανομές με μέση τιμή την αναφερθείσα στον πίνακα, ενώ ο χρόνος γεννήσεως των πρώτων συμβάντων είναι ομοιόμορφη κατανομή εντός ενός ποσοστού χρόνου ( $FB$ ) της συνολικής διάρκειας προσομοίωσης.

**Πίνακας 6:** Παράμετροι μοντελοποίησης κίνησης.

Παράμετρος	Σύμβολο	Τιμή
Μέση διάρκεια μεταξύ RT συνδέσεων	$RT_{off}$	3 min
Μέση διάρκεια μεταξύ NRT συνδέσεων	$NRT_{off}$	6 min
Μέση διάρκεια RT συνδέσεων	$RT_{on}$	3 min
Μέσο μέγεθος μηνύματος NRT συνδέσεων	$NRT_{size}$	X
Ποσοστό χρόνου προσομοίωσης μέσα στο οποίο γεννιέται η πρώτη σύνδεση ανά χρήστη	$FB$	20% 6 min
Λόγος ενέργειας bit προς θόρυβο RT συνδέσεων	$(E_b/N_0)_{RT}$	2.54 dB
Λόγος ενέργειας bit προς θόρυβο NRT συνδέσεων	$(E_b/N_0)_{NRT}$	2.75 dB
Μέγιστη επιτρεπτή καθυστέρηση UDP πακέτων	$D_{UDP}$	30 msec (3 πλαίσια)
Μέγιστη επιτρεπτή καθυστέρηση TCP πακέτων	$D_{TCP}$	$\infty$
Μέγιστο επιτρεπτό ποσοστό χαμένων UDP πακέτων ανά σύνδεση	$PL_{THR}$	1%
Διάνυσμα χρηστών	$(V,D)$	$(X,X)$



Όπως έχει αναλυθεί στην παράγραφο 5.2, οι χρήστες υπηρεσιών πραγματικού χρόνου έχουν στο προτεινόμενο σχήμα υψηλότερη προτεραιότητα από τους αντίστοιχους υπηρεσιών μη πραγματικού χρόνου. Στα σενάρια που εξετάζονται, λοιπόν, οι χρήστες VoIP λαμβάνουν άμεσα τους αιτούμενους πόρους, ενώ οι χρήστες δεδομένων μοιράζονται τους υπολειπόμενους πόρους. Ζητούμενο, επομένως, πρέπει να αποτελεί η κατά το βέλτιστο κατανομή των υπολειπόμενων πόρων στις ροές δεδομένων. Για το λόγο αυτό, κύρια κριτήρια σύγκρισης των δύο αλγορίθμων είναι τα μεγέθη που σχετίζονται με τις ροές δεδομένων.

### **6.2.1 Α' σενάριο προσομοίωσης – Μελέτη επίδρασης διακυψελικής παρεμβολής**

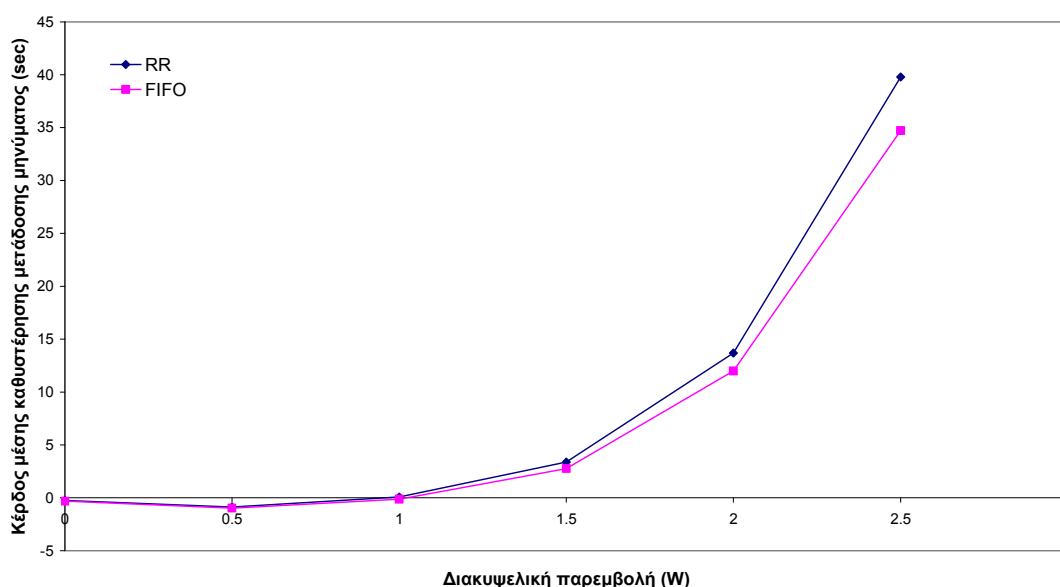
Στο πρώτο σενάριο προσομοίωσης θεωρούνται διάνυσμα χρηστών  $(V, D) = (70, 30)$ , εκθετική κατανομή μεγέθους μηνύματος μέσης τιμής  $NRT_{size} = 1$  MB, μέγιστη ισχύς τερματικού  $S_{max} = 1$  W, μέγιστος αριθμός κωδικών τερματικού  $u = 5$  και διακυψελική παρεμβολή  $I_{inter} = X$  W όπου η παράμετρος  $X$  μεταβάλλεται από 0 έως 2.5 με βήμα 0.5. Το παράθυρο μετάδοσης  $TW$  τίθεται ίσο με 2.

Για την ανάδειξη της υπεροχής του προτεινόμενου σχήματος, επιλέχθηκε ένα υψηλό σε σχέση με την βιβλιογραφία ([3], [11], [26]) φορτίο πραγματικού χρόνου ίσο με 700 νέες συνδέσεις/ώρα ή εναλλακτικά 35 Erlangs. Λόγω των βαρών προτεραιότητας στις συνδέσεις αυτές, παρατηρήθηκαν μηδενικές πιθανότητες απόρριψης νέας σύνδεσης, διακοπής μιας υπάρχουσας σύνδεσης και μηδενικό ποσοστό απώλειας πακέτων εξαιτίας λήξης χρόνου. Το μετρούμενο πρακτικά φορτίο πραγματικού χρόνου έφτασε σε 742 νέες συνδέσεις/ώρα, ερχόμενο σε πλήρη συμφωνία με το θεωρητικά σχεδιασμένο των 700 νέων συνδέσεων/ώρα.

Σκοπός του σεναρίου αυτού είναι η μελέτη της επίδρασης της διακυψελικής παρεμβολής  $I_{inter}$  και γενικά της παρεμβολής στην επίδοση των δύο ευρετικών αλγορίθμων MaxRate και MaxFair. Η αύξηση της διακυψελικής παρεμβολής μειώνει τους διαθέσιμους πόρους του συστήματος και επηρεάζει την κατανομή των υπολειπόμενων πόρων στις ροές δεδομένων. Χρησιμοποιήθηκαν δύο αλγόριθμοι χρονοπρογραμματισμού των πακέτων για NRT συνδέσεις, ο κυκλικός (round-robin)

και ο πρώτος εντός πρώτος εκτός (fifo), ώστε να διαπιστωθεί η ανεξαρτησία των συμπερασμάτων από τον επιλεγόμενο αλγόριθμο χρονοπρογραμματισμού πακέτων. Στις γραφικές παραστάσεις που ακολουθούν, οι τιμές των μεγεθών που απεικονίζονται προέκυψαν από την μέση τιμή των αντίστοιχων μεγεθών όλων των ροών.

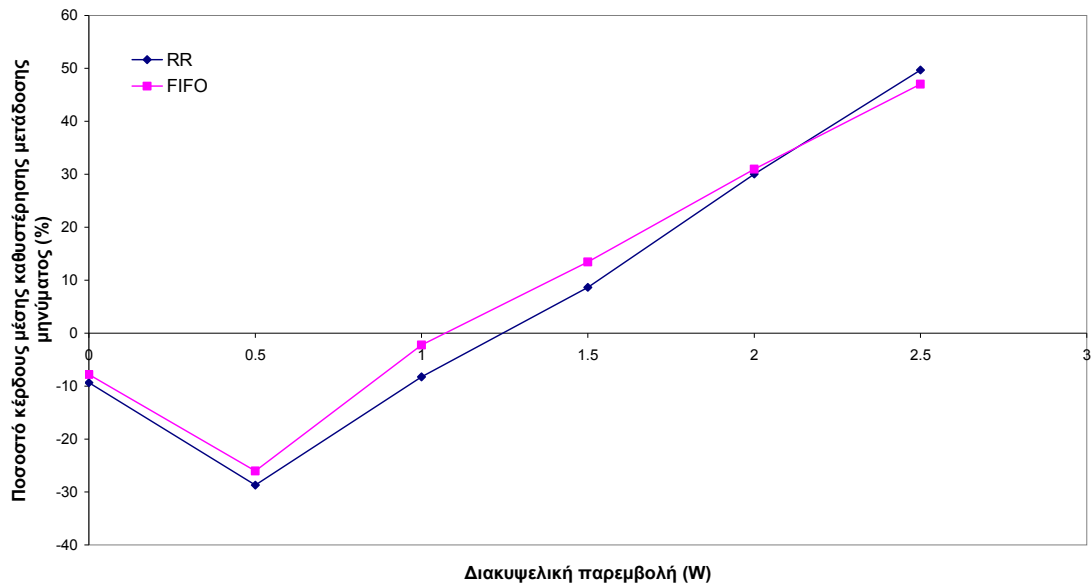
Στην Εικόνα 17 απεικονίζεται το κέρδος (ή η ζημία με αρνητικό πρόσημο) του αλγορίθμου MaxFair έναντι του σύμφωνου με την βιβλιογραφία MaxRate στην μέση καθυστέρηση μετάδοσης μηνύματος. Καταρχάς, παρατηρείται η πειραματική επιβεβαίωση του θεωρητικά προσδοκώμενου (4.5.2.4) κατώφλιου  $I_{inter} \geq S_{max} - N_0W$ , πέραν του οποίου ο MaxFair υπερέχει του MaxRate, δηλαδή περίπου της τιμής  $I_{inter} \geq 1W$ . Πριν το κατώφλι, ο MaxRate δίνει ελαφρώς καλύτερα αποτελέσματα. Η αύξηση του κέρδους του MaxFair μετά το κατώφλι γίνεται με έναν ολοένα μεγαλύτερο ρυθμό όσο αυξάνει η διακυψελική παρεμβολή. Για καλύτερη σύγκριση, στην Εικόνα 18 απεικονίζεται το ποσοστό κέρδους για το ίδιο μέγεθος.



**Εικόνα 17:** Γραφική απεικόνιση του κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate σε sec στην μέση καθυστέρηση μετάδοσης μηνύματος ανά αυξανόμενη διακυψελική παρεμβολή για τους αλγόριθμους χρονοπρογραμματισμού πακέτων round-robin (RR) και fifo (FIFO). Το κέρδος ορίζεται ως η μέση τιμή των διαφορών των καθυστερήσεων μετάδοσης  $d_{MaxRate} - d_{MaxFair}$  όλων των ροών, όπου

$d_{MaxRate}$  και  $d_{MaxFair}$  είναι οι καθυστερήσεις ανά μήνυμα των αλγορίθμων MaxRate και MaxFair

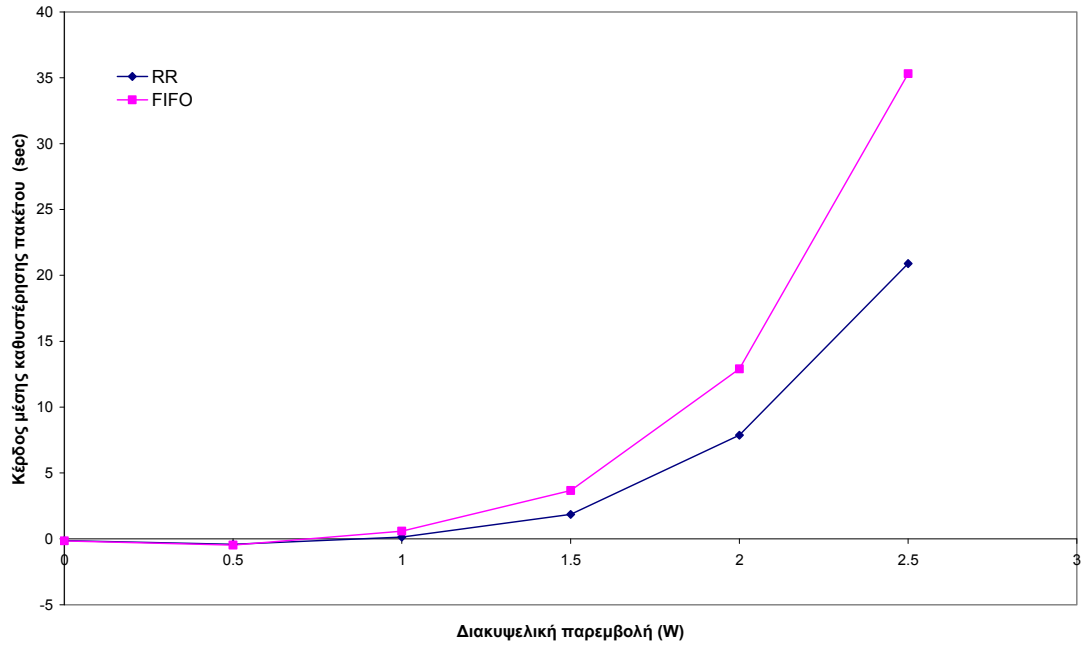
αντίστοιχα. Αρνητικό κέρδος ισούται με ζημία.



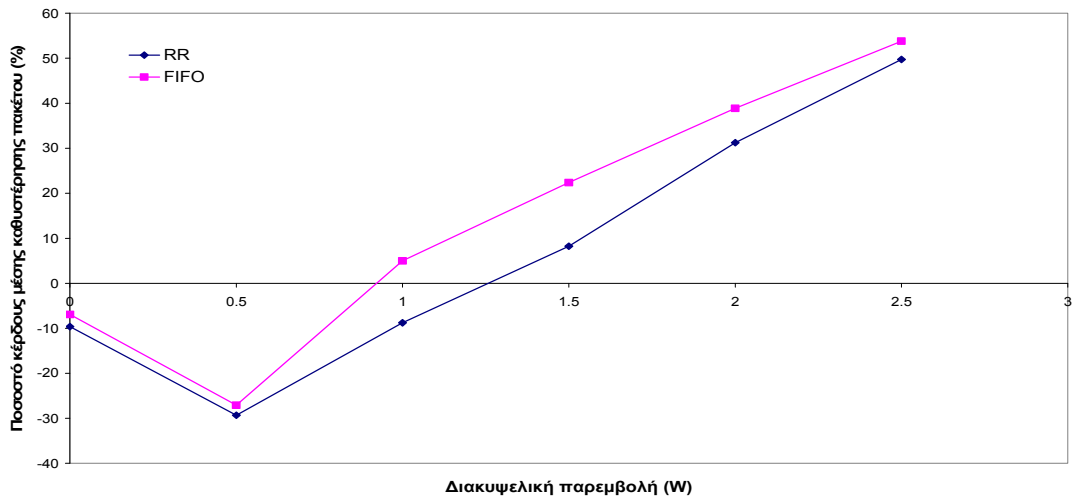
**Εικόνα 18:** Γραφική απεικόνιση του ποσοστού κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate στην μέση καθυστέρηση μετάδοσης μηνύματος ανά αυξανόμενη διακυψελική παρεμβολή για τους αλγόριθμους χρονοπρογραμματισμού πακέτων round-robin (RR) και fifo (FIFO). Το ποσοστό κέρδους ορίζεται ως  $((d_{MaxRate} - d_{MaxFair})/d_{MaxRate})100$ .

Όπως φαίνεται στην Εικόνα 18, πριν το κατώφλι, ο MaxRate δίνει σαφώς καλύτερα αποτελέσματα σε ποσοστό κέρδους, παρόλο που σε αριθμητική τιμή η υπεροχή του φαινόταν ελάχιστη στην Εικόνα 17, προφανώς επειδή οι καθυστερήσεις μετάδοσης ανά μήνυμα έχουν μικρές τιμές για μικρές τιμές διακυψελικής παρεμβολής. Η αύξηση του ποσοστού κέρδους του MaxFair μετά το κατώφλι γίνεται με έναν σταθερό ρυθμό όσο αυξάνει η διακυψελική παρεμβολή.

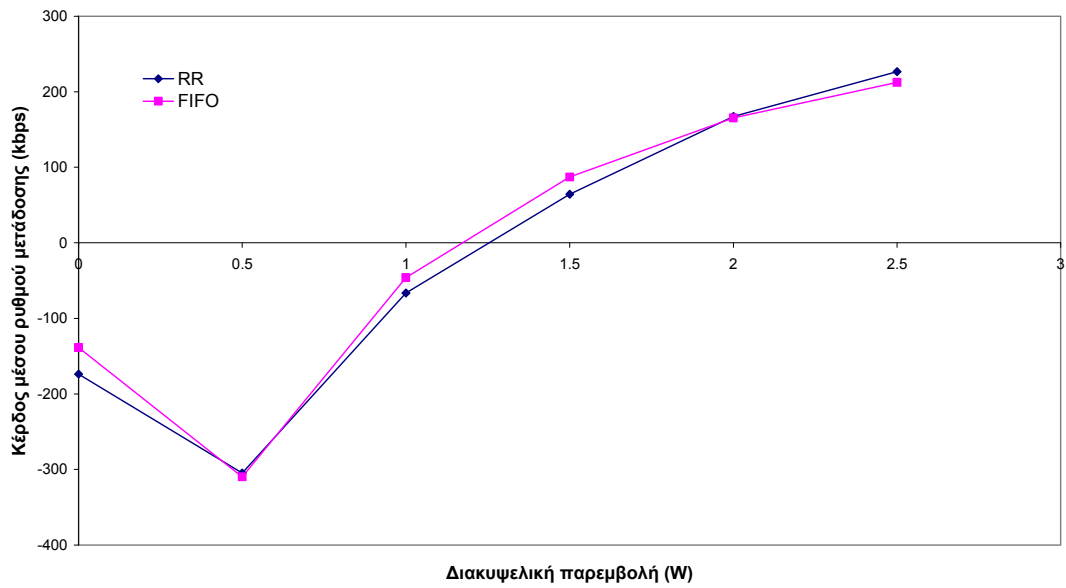
Στην Εικόνα 19 και Εικόνα 20 απεικονίζονται το κέρδος και το ποσοστό κέρδους αντίστοιχα του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate στην μέση καθυστέρηση πακέτου. Προκύπτουν παρόμοια συμπεράσματα όπως στην μέση καθυστέρηση μετάδοσης μηνύματος.



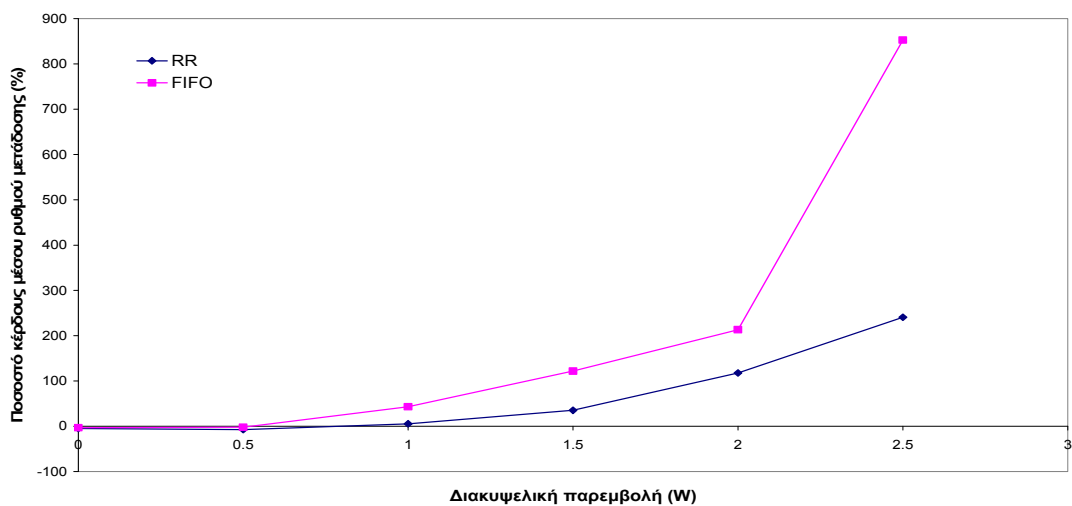
**Εικόνα 19:** Γραφική απεικόνιση του κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate σε sec στην μέση καθυστέρηση πακέτου ανά αυξανόμενη διακυψελική παρεμβολή για τους αλγόριθμους χρονοπρογραμματισμού πακέτων round-robin (RR) και fifo (FIFO). Το κέρδος ορίζεται ως η μέση τιμή των διαφορών των καθυστερήσεων πακέτου  $pd_{MaxRate} - pd_{MaxFair}$  όλων των ροών, όπου  $pd_{MaxRate}$  και  $pd_{MaxFair}$  είναι οι μέσες καθυστερήσεις πακέτου ανά μήνυμα των αλγορίθμων MaxRate και MaxFair αντίστοιχα.



**Εικόνα 20:** Γραφική απεικόνιση του ποσοστού κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate στην μέση καθυστέρηση πακέτου ανά αυξανόμενη διακυψελική παρεμβολή για τους αλγόριθμους χρονοπρογραμματισμού πακέτων round-robin (RR) και fifo (FIFO). Το ποσοστό κέρδους ορίζεται ως  $((pd_{MaxRate} - pd_{MaxFair}) / pd_{MaxRate}) 100$ .



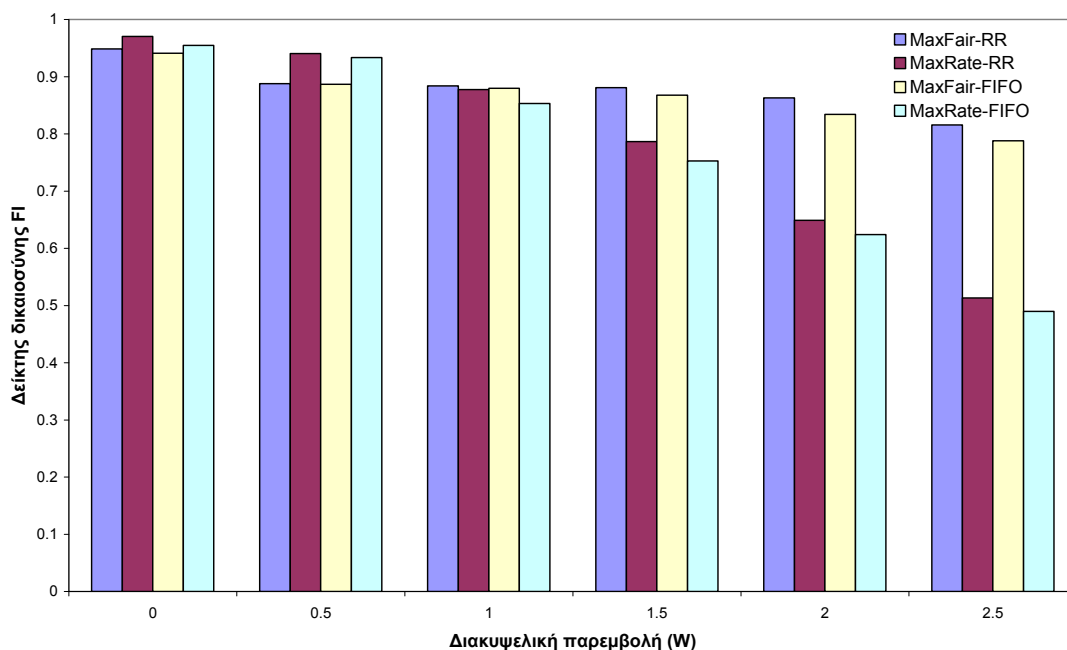
**Εικόνα 21:** Γραφική απεικόνιση του κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate σε kbps στον μέσο ρυθμό μετάδοσης ανά αυξανόμενη διακυψελική παρεμβολή για τους αλγόριθμους χρονοπρογραμματισμού πακέτων round-robin (RR) και fifo (FIFO). Ο μέσος ρυθμός μετάδοσης ανά μήνυμα μπορεί να βρεθεί ως το πηλίκο του μεγέθους προς την καθυστέρηση μετάδοσης. Το κέρδος ορίζεται ως η μέση τιμή των διαφορών των ρυθμών μετάδοσης  $R_{MaxFair} - R_{MaxRate}$  όλων των ροών, όπου  $R_{MaxRate}$  και  $R_{MaxFair}$  είναι οι μέσοι ρυθμοί μετάδοσης ανά μήνυμα των αλγορίθμων MaxRate και MaxFair αντίστοιχα.



**Εικόνα 22:** Γραφική απεικόνιση του ποσοστού κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate στον μέσο ρυθμό μετάδοσης ανά αυξανόμενη διακυψελική παρεμβολή για τους αλγόριθμους χρονοπρογραμματισμού πακέτων round-robin (RR) και fifo (FIFO). Το ποσοστό κέρδους ορίζεται ως 
$$\left( \frac{R_{MaxFair} - R_{MaxRate}}{R_{MaxRate}} \right) 100 .$$

Στην Εικόνα 21 και Εικόνα 22 απεικονίζονται το κέρδος και το ποσοστό κέρδους αντίστοιχα του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate στον μέσο ρυθμό μετάδοσης. Πριν το κατώφλι, ο MaxRate δίνει σαφώς καλύτερα αποτελέσματα σε αριθμητική τιμή, ενώ δεν έχει διαφορά σε ποσοστό κέρδους. Αυτό οφείλεται επειδή οι ρυθμοί μετάδοσης ανά μήνυμα έχουν πολύ μεγάλες τιμές για μικρές τιμές διακυψελικής παρεμβολής. Η αύξηση του κέρδους του MaxFair μετά το κατώφλι γίνεται με έναν σταθερό ρυθμό όσο αυξάνει η διακυψελική παρεμβολή. Ομοίως συμβαίνει για το ποσοστό κέρδους για τον round-robin, ενώ ο αντίστοιχος ρυθμός αύξησης του fifo μεγαλώνει.

Στην Εικόνα 23 φαίνεται ο δείκτης δικαιοσύνης για τους δύο ευρετικούς αλγορίθμους και τους δύο αλγορίθμους χρονοπρογραμματισμού πακέτων.

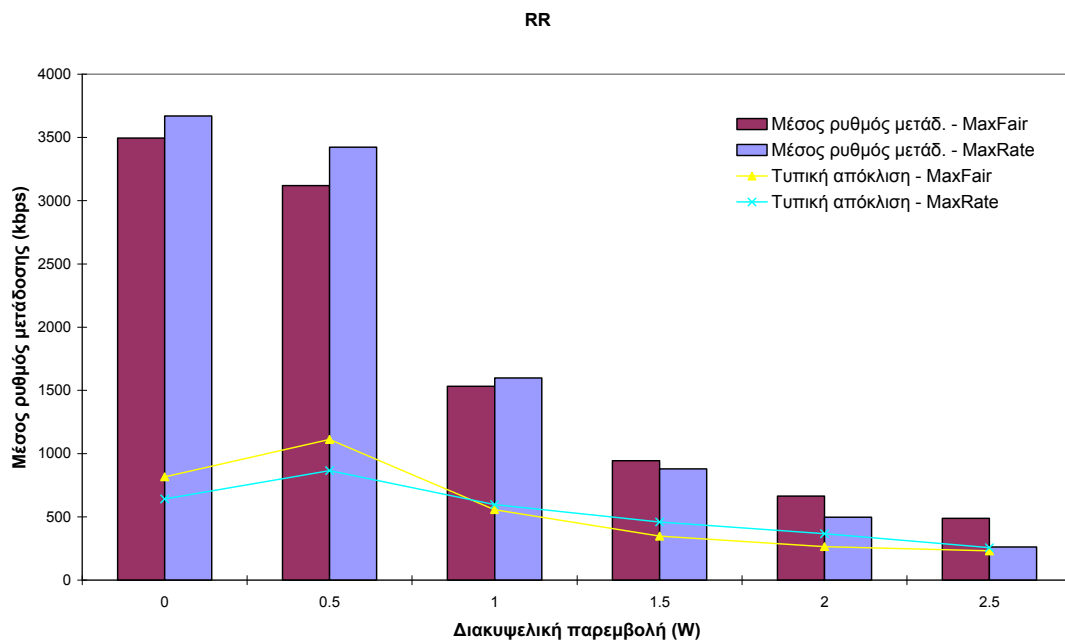


**Εικόνα 23:** Γραφική απεικόνιση του δείκτη δικαιοσύνης των αλγορίθμων MaxFair και MaxRate ανά αυξανόμενη διακυψελική παρεμβολή για τους αλγορίθμους χρονοπρογραμματισμού πακέτων round-robin (RR) και fifo (FIFO).

Ο αλγόριθμος MaxFair υπολείπεται ελάχιστα του MaxRate σε δείκτη δικαιοσύνης πριν το κατώφλι, ενώ υπερέχει σαφώς μετά από αυτό. Αξιοσημείωτη είναι η διατήρηση του δείκτη δικαιοσύνης σε υψηλά επίπεδα στον MaxFair ανεξαρτήτως

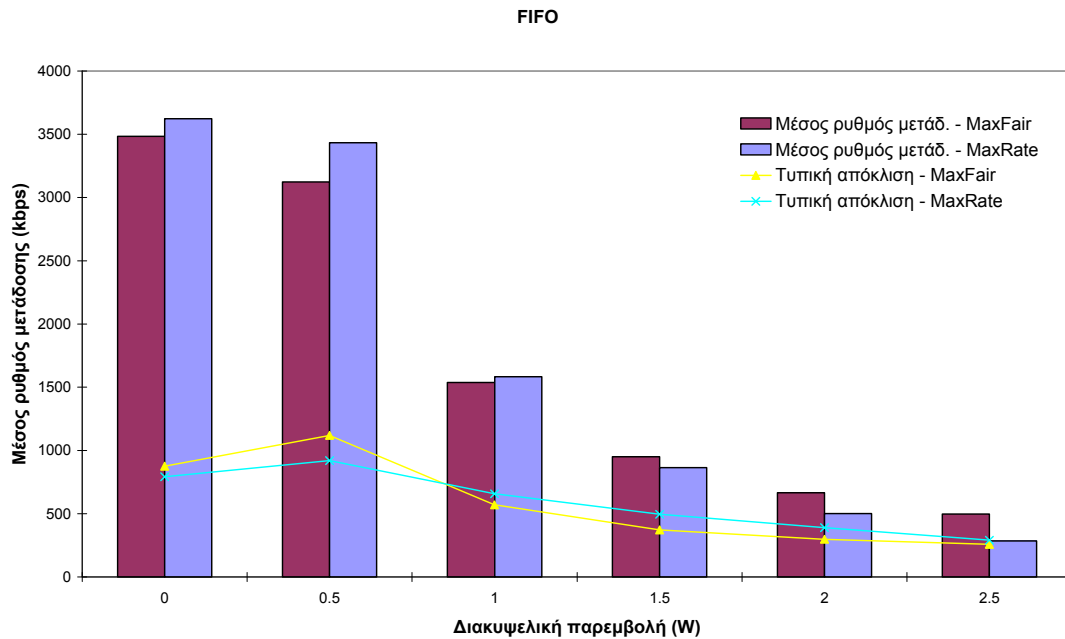
διακυβελικής παρεμβολής, ενώ ο δείκτης δικαιοσύνης για τον MaxRate μειώνεται σταδιακά με την αύξηση της διακυβελικής παρεμβολής.

Στην Εικόνα 24 φαίνεται ο μέσος ρυθμός μετάδοσης και η αντίστοιχη τυπική απόκλιση για τους δύο ευρετικούς αλγορίθμους για τον round-robin αλγόριθμο. Πριν την τιμή του κατώφλιου, ο MaxRate υπερέχει σε ρυθμό μετάδοσης και εμφανίζει μικρότερη τυπική απόκλιση, δηλαδή μεγαλύτερη δικαιοσύνη. Μετά το κατώφλι, τα αποτελέσματα αντιστρέφονται εις όφελος του MaxFair. Υπάρχει, λοιπόν, πλήρης συμφωνία με τα εξαγόμενα στην Εικόνα 21 και στην Εικόνα 23. Παρόμοια γραφική μπορεί να εξαχθεί και για τον fifo αλγόριθμο με τα ίδια συμπεράσματα (Εικόνα 25).

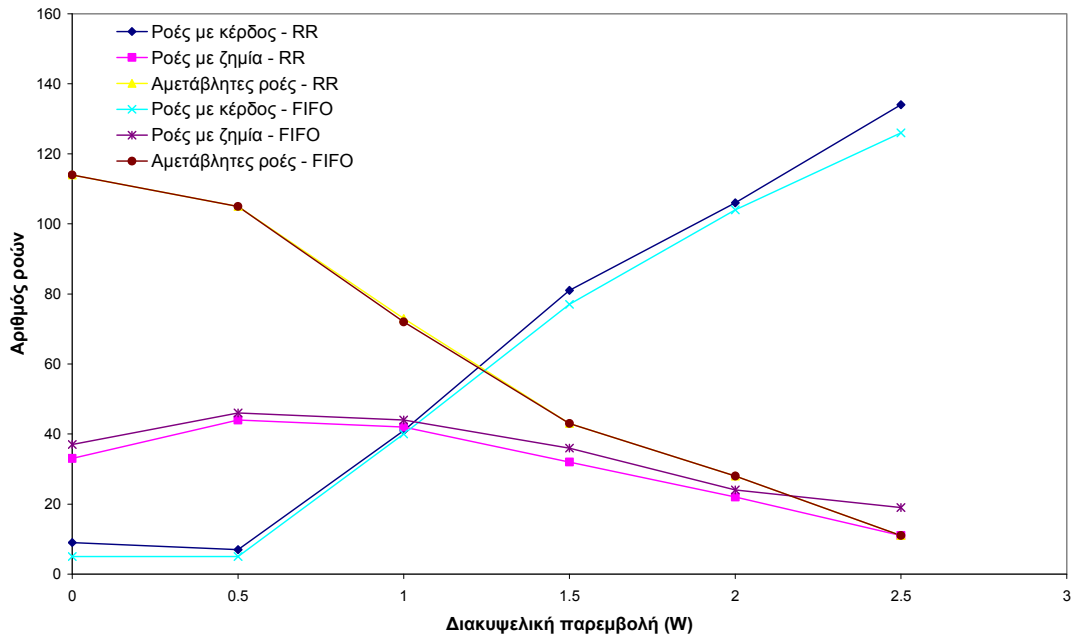


**Εικόνα 24:** Γραφική απεικόνιση της μέσης τιμής των μέσων ρυθμών μετάδοσης των ροών και της τυπικής απόκλισης των αλγορίθμων MaxFair και MaxRate ανά αυξανόμενη διακυβελική παρεμβολή για τον αλγόριθμο χρονοπρογραμματισμού round-robin (RR).

Τέλος, στην Εικόνα 26 παρουσιάζεται η κατανομή των ροών ως προς το κέρδος ή τη ζημία που υφίστανται με την χρήση του MaxFair αντί του MaxRate. Οι ροές με κέρδος υπερτερούν πολύ σε αριθμό έναντι των ροών με ζημία μετά το κατώφλι. Γενικά, οι ροές με κέρδος αυξάνονται και οι ροές με ζημία μειώνονται με την αύξηση της διακυβελικής παρεμβολής. Επιπλέον, ο ρυθμός αύξησης των ροών με κέρδος και ο ρυθμός μείωσης των ροών με ζημία είναι σχεδόν σταθεροί, με τον πρώτο όμως να έχει μεγαλύτερη τιμή από τον δεύτερο.



**Εικόνα 25:** Γραφική απεικόνιση της μέσης τιμής των μέσων ρυθμών μετάδοσης των ροών και της τυπικής απόκλισης των αλγορίθμων MaxFair και MaxRate ανά αυξανόμενη διακυψελική παρεμβολή για τον αλγόριθμο χρονοπρογραμματισμού fifo (FIFO).



**Εικόνα 26:** Γραφική απεικόνιση του αριθμού των ροών που ωφελήθηκαν, ζημιώθηκαν ή παρέμειναν αμετάβλητες με την χρήση του MaxFair αντί του MaxRate ανά αυξανόμενη διακυψελική παρεμβολή για τους αλγόριθμους χρονοπρογραμματισμού πακέτων round-robin (RR) και fifo (FIFO). Κριτήριο για τον διαχωρισμό η καθυστέρηση μετάδοσης.



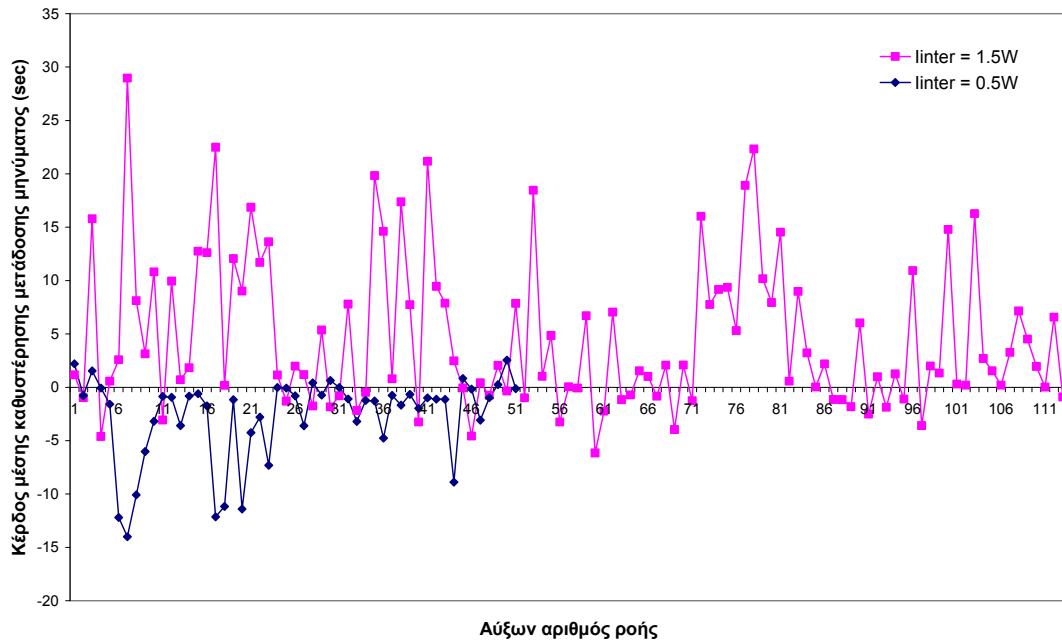
### 6.2.2 Β' σενάριο προσομοίωσης – Μελέτη και σύγκριση ανά ροή/μήνυμα

Στην παράγραφο που προηγήθηκε, οι τιμές των μεγεθών στις γραφικές προέκυψαν από την μέση τιμή των αντίστοιχων μεγεθών όλων των ροών. Σκοπός του σεναρίου αυτού είναι η μελέτη και η σύγκριση των δύο ευρετικών αλγορίθμων MaxRate και MaxFair σε κάθε ροή ξεχωριστά. Θεωρούνται διάνυσμα χρηστών  $(V, D) = (70, 30)$ , εκθετική κατανομή μεγέθους μηνύματος μέσης τιμής  $NRT_{size} = 1$  MB, μέγιστη ισχύς τερματικού  $S_{max} = 1$  W, μέγιστος αριθμός κωδικών τερματικού  $u = 5$  και διακυψελική παρεμβολή  $I_{inter} = X$  W όπου η παράμετρος  $X$  λαμβάνει δύο τιμές εκατέρωθεν του κατωφλίου, δηλαδή 0.5 και 1.5. Το παράθυρο μετάδοσης  $TW$  τίθεται ίσο με 2.

Το φορτίο πραγματικού χρόνου παραμένει ίσο με 700 νέες συνδέσεις/ώρα ή εναλλακτικά 35 Erlangs. Λόγω των βαρών προτεραιότητας στις συνδέσεις αυτές, παρατηρήθηκαν μηδενικές πιθανότητες απόρριψης νέας σύνδεσης, διακοπής μιας υπάρχουσας σύνδεσης και μηδενικό ποσοστό απώλειας πακέτων εξαιτίας λήξης χρόνου. Για τις NRT συνδέσεις, χρησιμοποιήθηκε ο κυκλικός (round-robin) αλγόριθμος χρονοπρογραμματισμού των πακέτων.

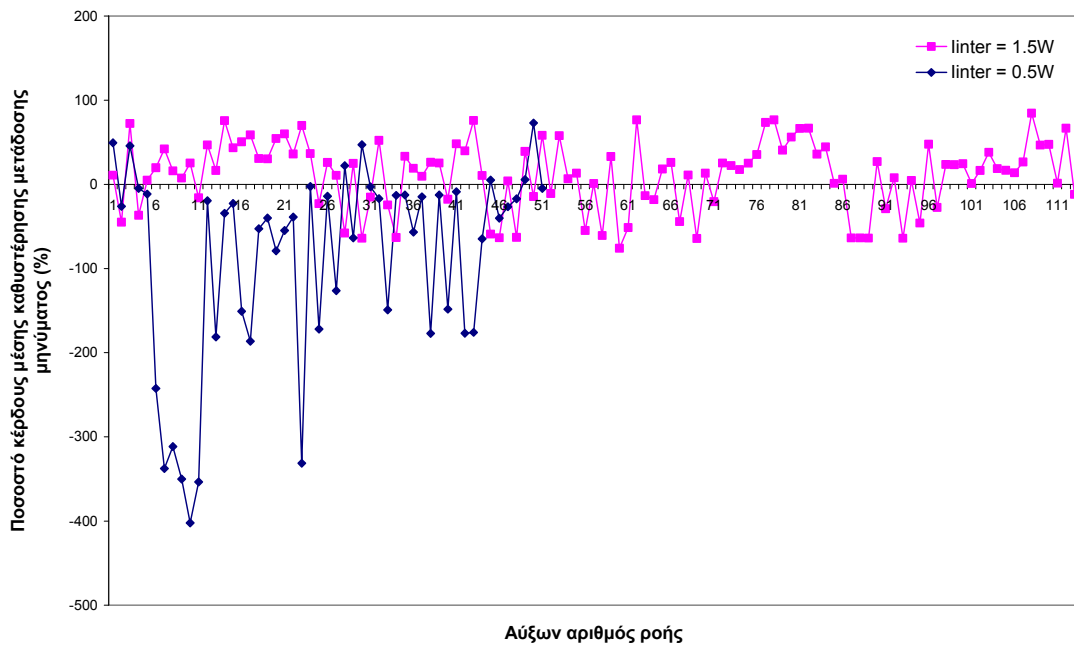
Στις γραφικές που ακολουθούν, παραλείπονται για λόγους ευκολίας οι ροές που παρέμειναν αμετάβλητες.

Στην Εικόνα 27 φαίνεται το κέρδος ανά ροή (ή η ζημία με αρνητικό πρόσημο) του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate στην μέση καθυστέρηση μετάδοσης μηνύματος για  $I_{inter} = 0.5W$  και  $I_{inter} = 1.5W$ . Είναι εμφανές ότι η πλειοψηφία των ροών για  $I_{inter} = 0.5W$  εμφανίζουν ζημία, ενώ η πλειοψηφία των ροών για  $I_{inter} = 1.5W$  εμφανίζουν πολύ μεγάλα κέρδη. Το γεγονός αυτό είναι αναμενόμενο, δεδομένου ότι οι δύο τιμές διακυψελικής παρεμβολής βρίσκονται εκατέρωθεν του κατωφλίου. Στην Εικόνα 28 απεικονίζεται το ποσοστό κέρδους για το ίδιο μέγεθος. Τα ποσοστά ζημίας για  $I_{inter} = 0.5W$  είναι μεγάλα, επειδή οι καθυστερήσεις είναι μικρές σε χαμηλές παρεμβολές και ακόμα και ζημίες κάποιων sec οδηγούν σε πολύ μεγάλα ποσοστά.



**Εικόνα 27:** Γραφική απεικόνιση του κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate σε sec στην μέση καθυστέρηση μετάδοσης μηνύματος ανά ροή/μήνυμα για  $I_{inter} = 0.5W$  και  $I_{inter} = 1.5W$ .

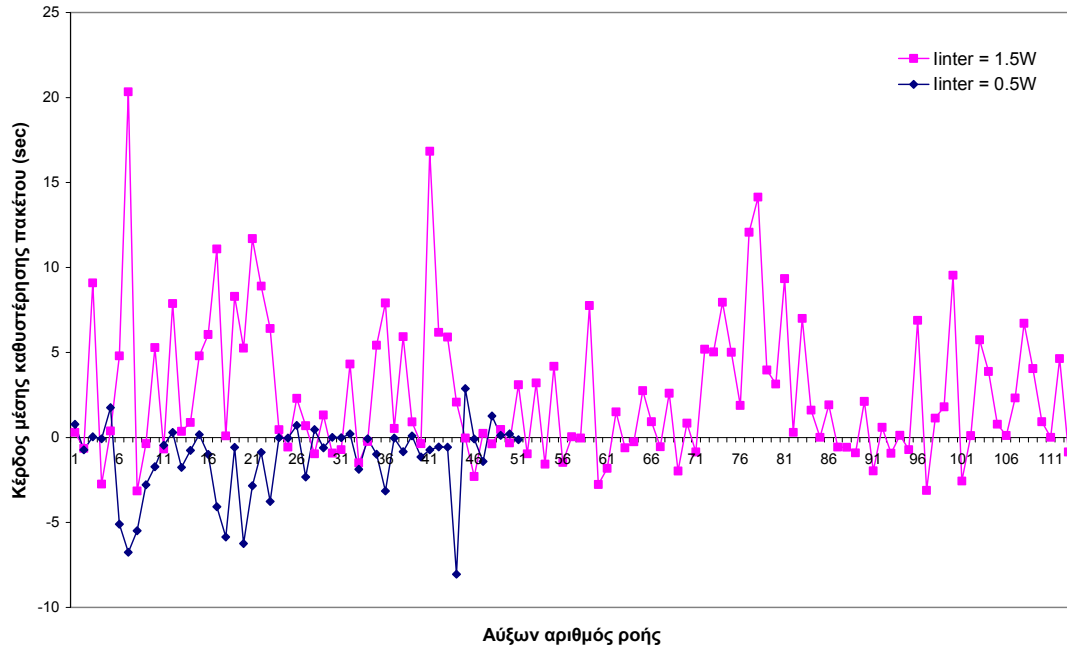
Το κέρδος ορίζεται ως η διαφορά  $d_{MaxRate} - d_{MaxFair}$ .



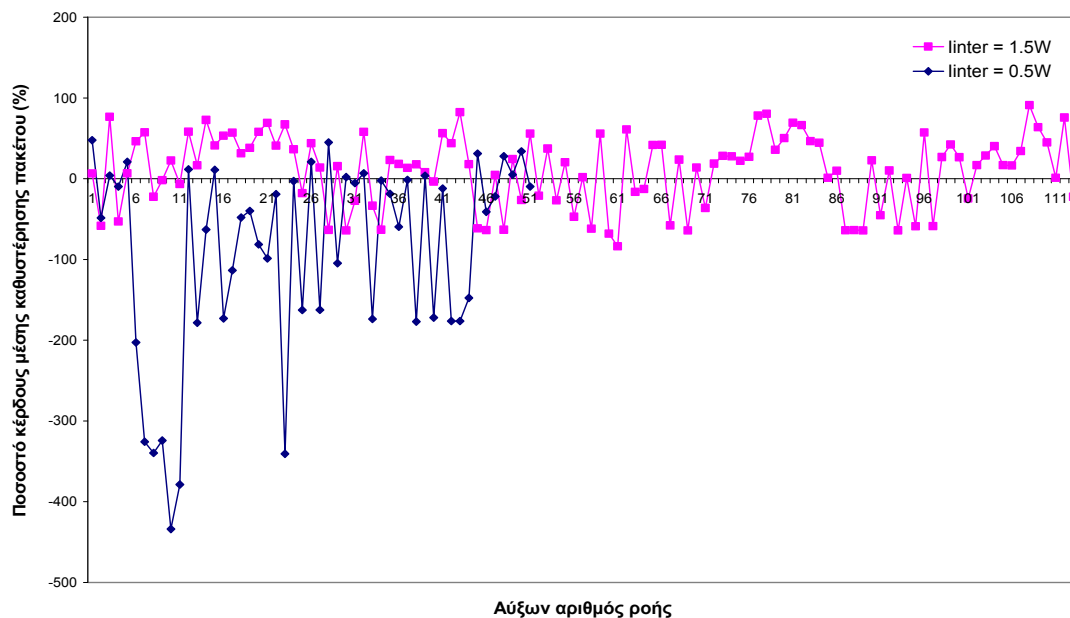
**Εικόνα 28:** Γραφική απεικόνιση του ποσοστού κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate στην μέση καθυστέρηση μετάδοσης μηνύματος ανά ροή/μήνυμα για  $I_{inter} = 0.5W$  και  $I_{inter} = 1.5W$ .

Το ποσοστό κέρδους ορίζεται ως  $((d_{MaxRate} - d_{MaxFair})/d_{MaxRate})100$ .

Η Εικόνα 29 και η Εικόνα 30 παρουσιάζουν το κέρδος και το ποσοστό κέρδους ανά ροή στην μέση καθυστέρηση πακέτου για  $I_{inter} = 0.5W$  και  $I_{inter} = 1.5W$ . Προκύπτουν τα ίδια συμπεράσματα με την μέση καθυστέρηση μετάδοσης μηνύματος.

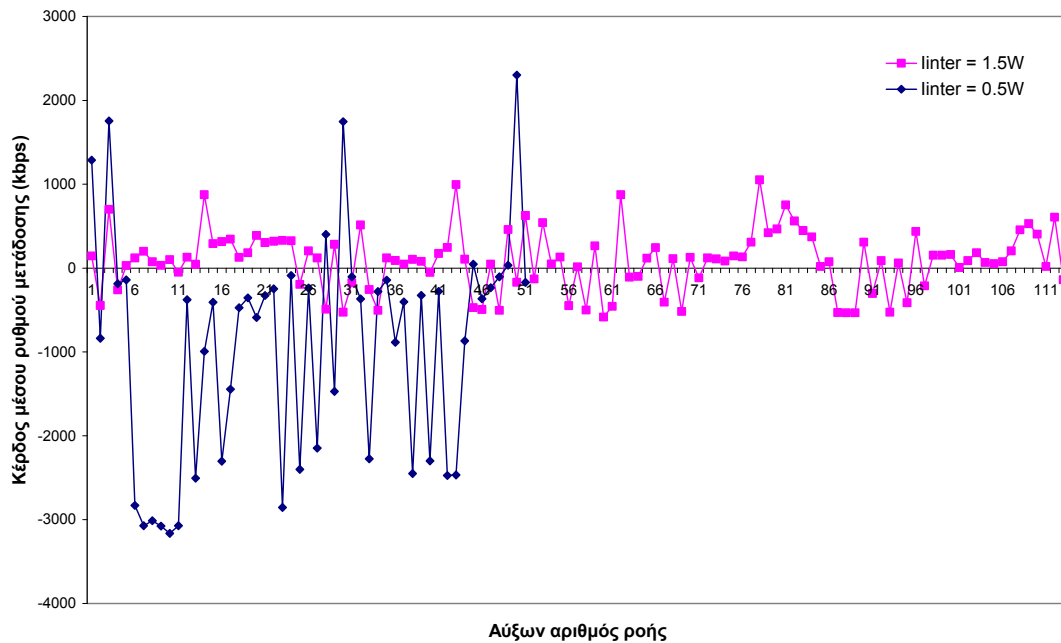


**Εικόνα 29:** Γραφική απεικόνιση του κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate σε sec στην μέση καθυστέρηση πακέτου ανά ροή/μήνυμα για  $I_{inter} = 0.5W$  και  $I_{inter} = 1.5W$ . Το κέρδος ορίζεται ως η διαφορά  $pd_{MaxRate} - pd_{MaxFair}$ .



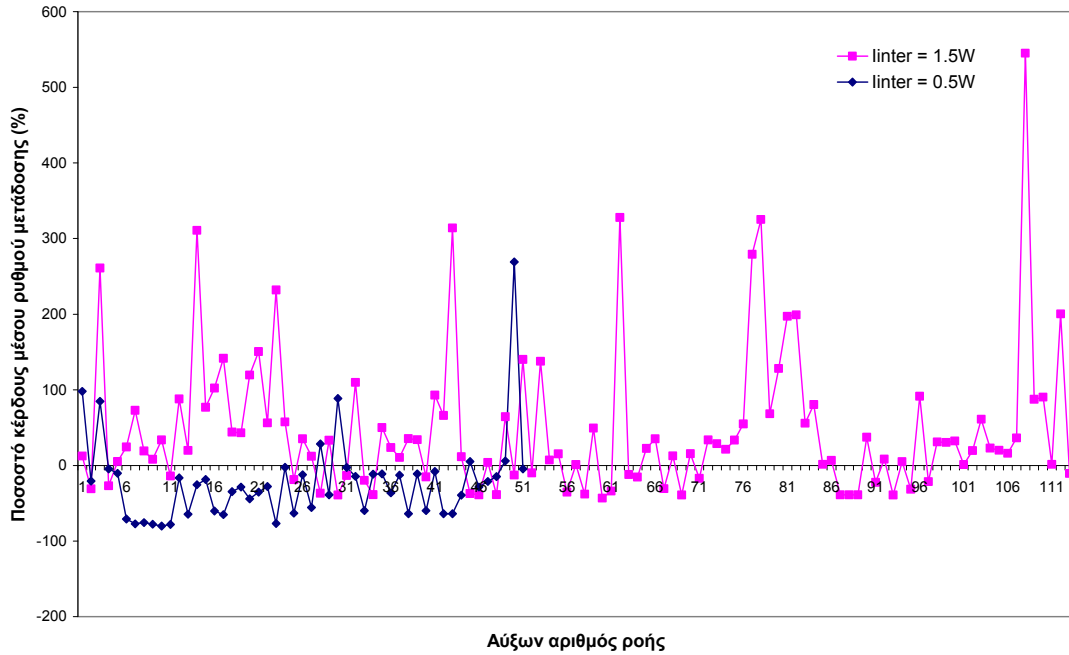
**Εικόνα 30:** Γραφική απεικόνιση του ποσοστού κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate στην μέση καθυστέρηση πακέτου ανά ροή/μήνυμα για  $I_{inter} = 0.5W$  και  $I_{inter} = 1.5W$ . Το ποσοστό κέρδους ορίζεται ως  $((pd_{MaxRate} - pd_{MaxFair}) / pd_{MaxRate}) 100$ .

Στην Εικόνα 31 και στην Εικόνα 32 απεικονίζονται το κέρδος και το ποσοστό κέρδους ανά ροή στον μέσο ρυθμό μετάδοσης για  $I_{inter} = 0.5W$  και  $I_{inter} = 1.5W$ . Προκύπτουν τα ίδια συμπεράσματα με την μέση καθυστέρηση μετάδοσης μηνύματος για τον αριθμό των ροών που εμφανίζουν κέρδος για  $I_{inter} = 1.5W$  και ζημιά για  $I_{inter} = 0.5W$ . Οι ζημίες για  $I_{inter} = 0.5W$  είναι λογικό να λαμβάνουν μεγάλες τιμές, επειδή οι ρυθμοί μετάδοσης σε χαμηλές παρεμβολές είναι γενικά μεγάλοι. Αντίθετα, τα ποσοστά κέρδους για  $I_{inter} = 1.5W$  είναι μεγάλα. Αυτό συμβαίνει επειδή οι ρυθμοί σε μεγάλες παρεμβολές είναι μικροί και κέρδη κάποιων εκατοντάδων kbps οδηγούν σε πολύ μεγάλα ποσοστά.



**Εικόνα 31:** Γραφική απεικόνιση του κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate σε kbps στον μέσο ρυθμό μετάδοσης ανά ροή/μήνυμα για  $I_{inter} = 0.5W$  και  $I_{inter} = 1.5W$ . Το κέρδος ορίζεται

$$\text{ως η διαφορά } R_{MaxFair} - R_{MaxRate}.$$



**Εικόνα 32:** Γραφική απεικόνιση του ποσοστού κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate στον μέσο ρυθμό μετάδοσης ανά ροή/μήνυμα για  $I_{inter} = 0.5W$  και  $I_{inter} = 1.5W$ . Το ποσοστό κέρδους

$$\text{ορίζεται ως } ((R_{MaxFair} - R_{MaxRate}) / R_{MaxRate}) 100.$$

### 6.2.3 Γ' σενάριο προσομοίωσης – Μελέτη επίδρασης μέγιστης ισχύς τερματικού

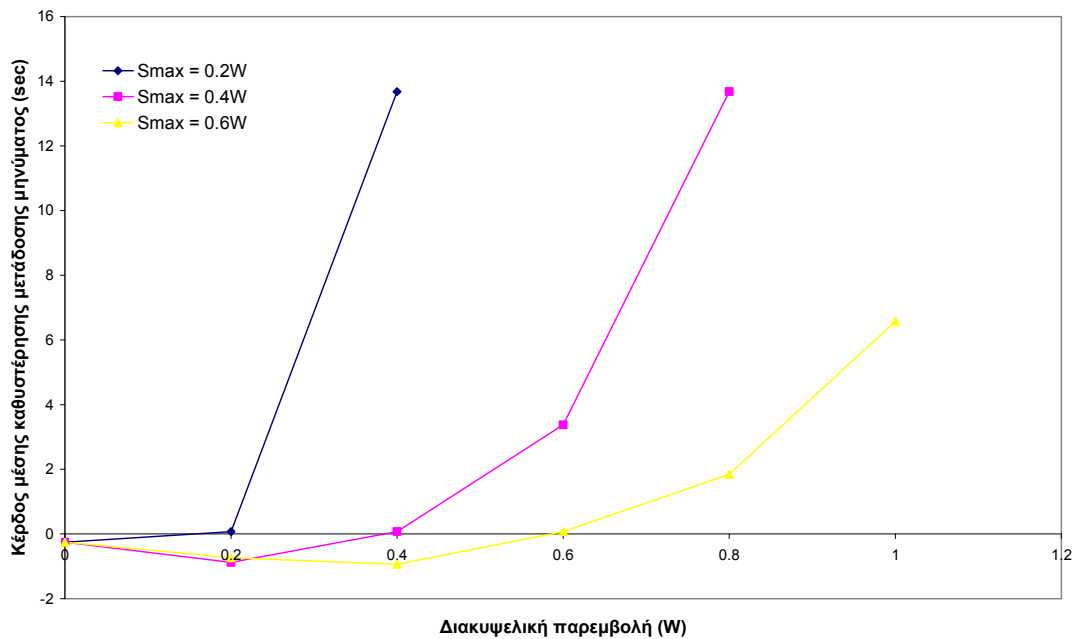
Όπως ειπώθηκε στις προηγούμενες παραγράφους, υπάρχει ένα κατώφλι πέραν του οποίου, δηλαδή για  $I_{inter} \geq S_{max} - N_0W$ , ο αλγόριθμος MaxFair υπερέρχει σαφώς του σύμφωνου με την βιβλιογραφία MaxRate. Το κατώφλι, σύμφωνα με τις τιμές που ορίζει ο Πίνακας 5, επηρεάζεται κυρίως από την μέγιστη ισχύ του τερματικού  $S_{max}$ , καθώς  $S_{max} \gg N_0W$ . Σκοπός του σεναρίου αυτού είναι η πειραματική επιβεβαίωση της ορθότητας του ορισμού του κατωφλίου και η μελέτη της επίδρασης της μέγιστης ισχύος του τερματικού στο κατώφλι.

Θεωρούνται διάνυσμα χρηστών  $(V, D) = (70, 30)$ , εκθετική κατανομή μεγέθους μηνύματος μέσης τιμής  $NRT_{size} = 1$  MB, μέγιστος αριθμός κωδικών τερματικού  $u = 5$ , διακυβελική παρεμβολή  $I_{inter} = X$  W όπου η παράμετρος  $X$  λαμβάνει τιμές από 0 έως 1 με βήμα 0.2 και μέγιστη ισχύς τερματικού  $S_{max} = Y$  W όπου η παράμετρος  $Y$  λαμβάνει τις τιμές 0.2, 0.4, 0.6. Το παράθυρο μετάδοσης  $TW$  τίθεται ίσο με 2.

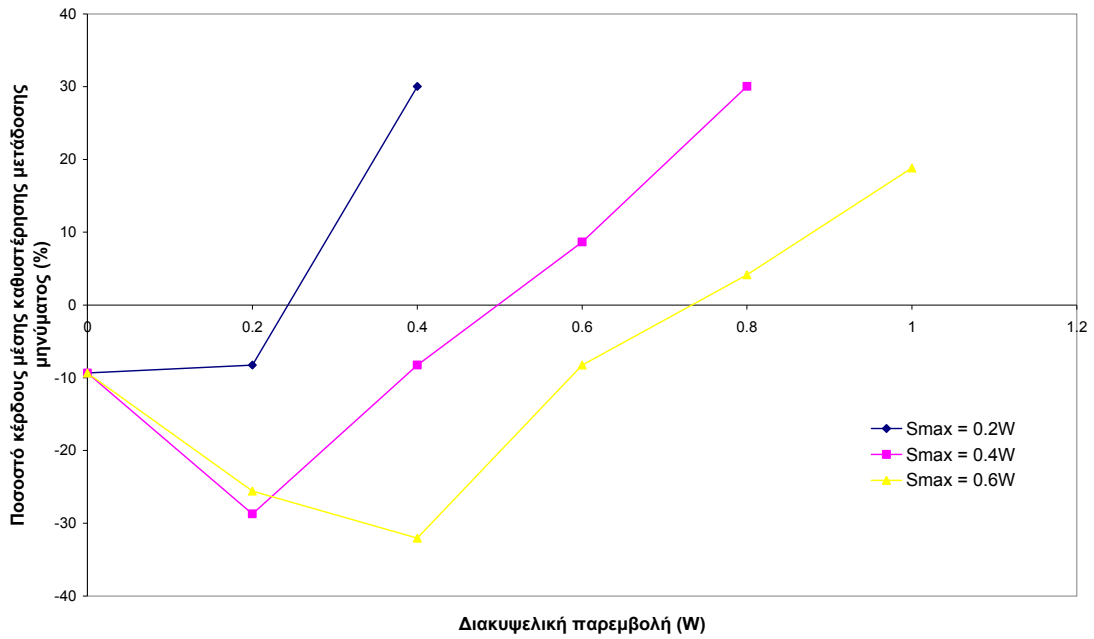
Το φορτίο πραγματικού χρόνου παραμένει ίσο με 700 νέες συνδέσεις/ώρα ή εναλλακτικά 35 Erlangs. Λόγω των βαρών προτεραιότητας στις συνδέσεις αυτές, παρατηρήθηκαν μηδενικές πιθανότητες απόρριψης νέας σύνδεσης, διακοπής μιας υπάρχουσας σύνδεσης και μηδενικό ποσοστό απώλειας πακέτων εξαιτίας λήξης χρόνου. Για τις NRT συνδέσεις, χρησιμοποιήθηκε ο κυκλικός (round-robin) αλγόριθμος χρονοπρογραμματισμού των πακέτων.

Στις γραφικές παραστάσεις που ακολουθούν, οι τιμές των μεγεθών που απεικονίζονται προέκυψαν από την μέση τιμή των αντίστοιχων μεγεθών όλων των ροών.

Η Εικόνα 33 και η Εικόνα 34 παρουσιάζουν το κέρδος και το ποσοστό κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate στην μέση καθυστέρηση μετάδοσης μηνύματος για  $S_{\max} = 0.2W$ ,  $S_{\max} = 0.4W$  και  $S_{\max} = 0.6W$ . Παρατηρείται ότι το κατώφλι ακολουθεί την αλλαγή της μέγιστης ισχύος τερματικού  $S_{\max}$ , δηλαδή εμφανίζεται κέρδος μόνο όταν  $I_{inter} \geq S_{\max} - N_0W \approx S_{\max}$ .



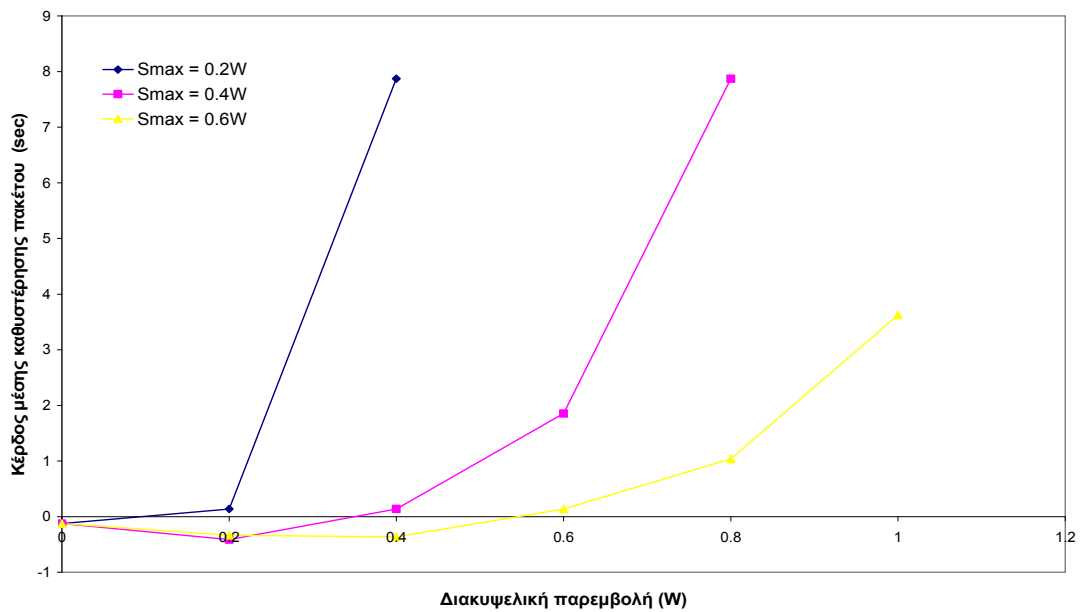
**Εικόνα 33:** Γραφική απεικόνιση του κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate σε sec στην μέση καθυστέρηση μετάδοσης μηνύματος ανά αυξανόμενη διακυψελική παρεμβολή για  $S_{\max} = 0.2W$ ,  $S_{\max} = 0.4W$  και  $S_{\max} = 0.6W$ . Το κέρδος ορίζεται ως η μέση τιμή των διαφορών των καθυστερήσεων μετάδοσης  $d_{MaxRate} - d_{MaxFair}$  όλων των ροών.



**Εικόνα 34:** Γραφική απεικόνιση του ποσοστού κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate στην μέση καθυστέρηση μετάδοσης μηνύματος ανά αυξανόμενη διακυψελική παρεμβολή για

$S_{\max} = 0.2W$ ,  $S_{\max} = 0.4W$  και  $S_{\max} = 0.6W$ . Το ποσοστό κέρδους ορίζεται ως

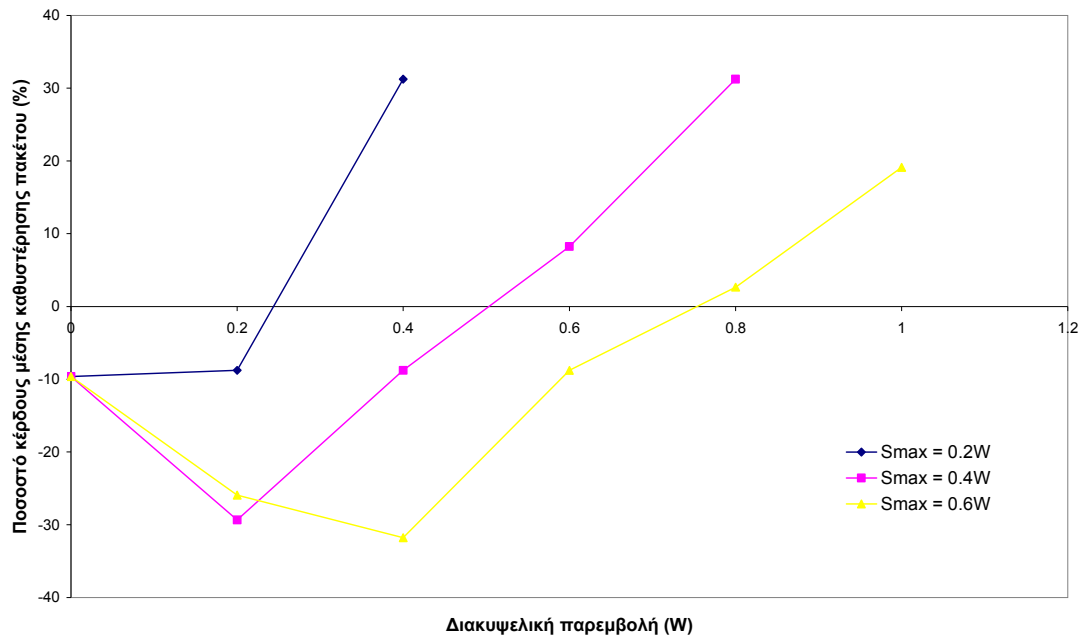
$$\left( \frac{d_{MaxRate} - d_{MaxFair}}{d_{MaxRate}} \right) 100.$$



**Εικόνα 35:** Γραφική απεικόνιση του κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate σε sec στην μέση καθυστέρηση πακέτου ανά αυξανόμενη διακυψελική παρεμβολή για  $S_{\max} = 0.2W$ ,  $S_{\max} = 0.4W$  και  $S_{\max} = 0.6W$ . Το κέρδος ορίζεται ως η μέση τιμή των διαφορών των καθυστερήσεων

πακέτου  $pd_{MaxRate} - pd_{MaxFair}$  όλων των ροών.

Στην Εικόνα 35 και στην Εικόνα 36 απεικονίζονται το κέρδος και το ποσοστό κέρδους αντίστοιχα του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate στην μέση καθυστέρηση πακέτου για  $S_{\max} = 0.2W$ ,  $S_{\max} = 0.4W$  και  $S_{\max} = 0.6W$ . Παρατηρείται, εκ νέου, ότι το κατώφλι ακολουθεί την αλλαγή της μεγίστης ισχύος τερματικού  $S_{\max}$ .



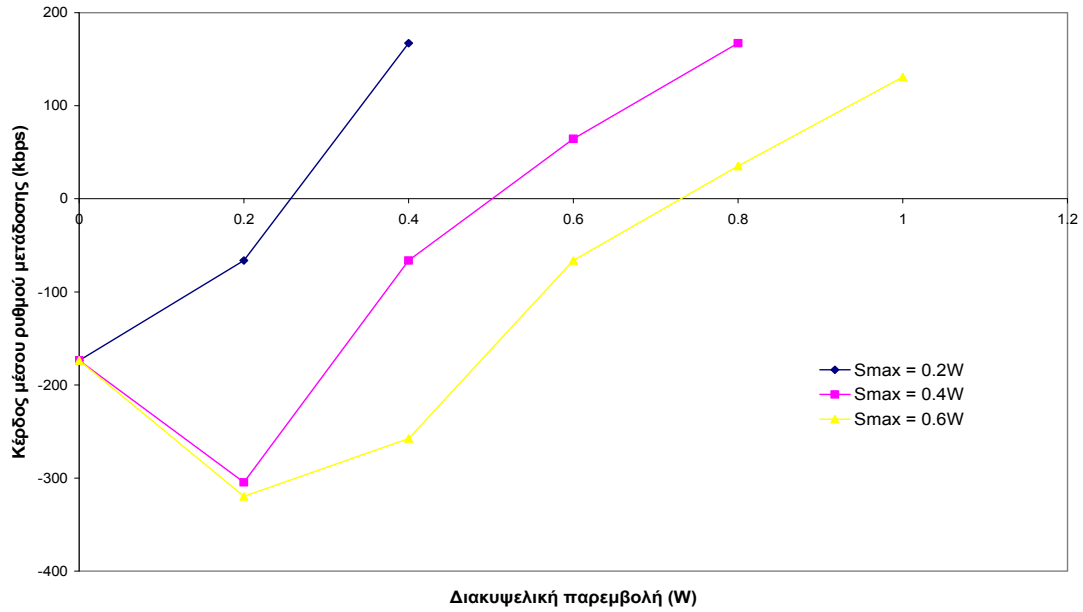
**Εικόνα 36:** Γραφική απεικόνιση του ποσοστού κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate στην μέση καθυστέρηση πακέτου ανά αυξανόμενη διακυψελική παρεμβολή για  $S_{\max} = 0.2W$ ,

$S_{\max} = 0.4W$  και  $S_{\max} = 0.6W$ . Το ποσοστό κέρδους ορίζεται ως

$$\left( \frac{pd_{MaxRate} - pd_{MaxFair}}{pd_{MaxRate}} \right) 100.$$

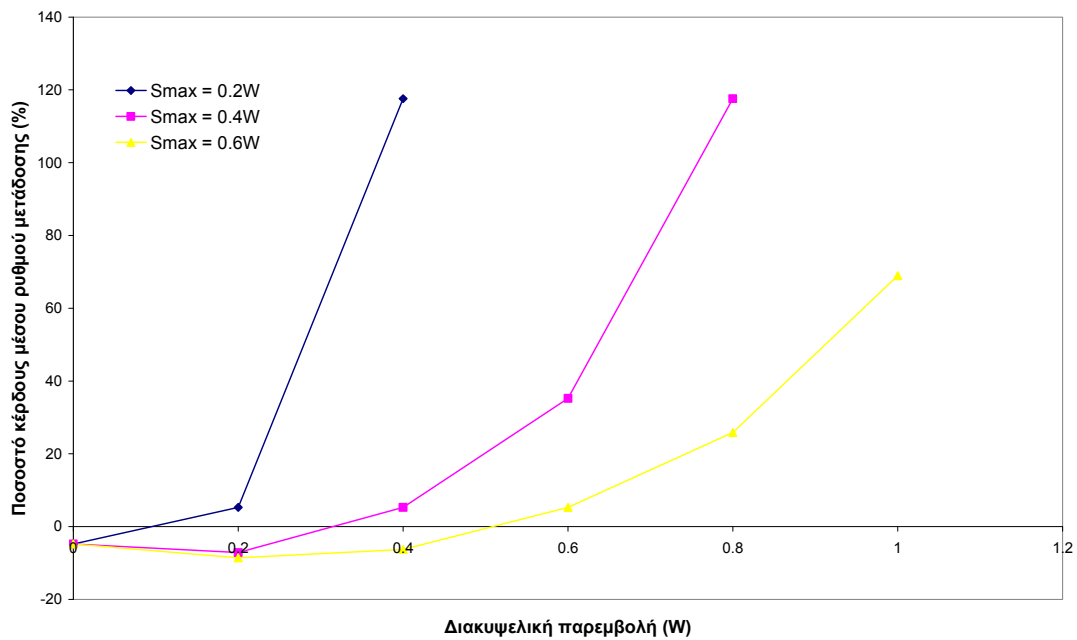
Η Εικόνα 37 και η Εικόνα 38 δείχνουν το κέρδος και το ποσοστό κέρδους αντίστοιχα του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate στον μέσο ρυθμό μετάδοσης για  $S_{\max} = 0.2W$ ,  $S_{\max} = 0.4W$  και  $S_{\max} = 0.6W$ . Προκύπτουν ίδια συμπεράσματα όπως και πριν, σχετικά με την επιβεβαίωση της ορθότητας του κατωφλίου.





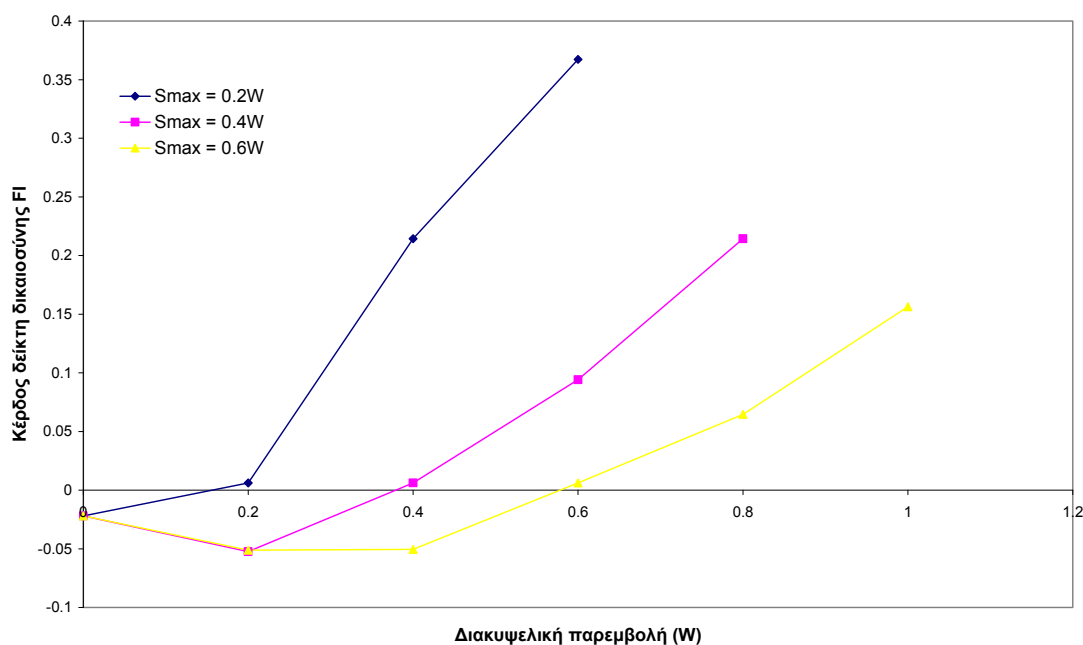
**Εικόνα 37:** Γραφική απεικόνιση του κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate σε kbps στον μέσο ρυθμό μετάδοσης ανά αυξανόμενη διακυψελική παρεμβολή για  $S_{\max} = 0.2W$ ,  $S_{\max} = 0.4W$  και  $S_{\max} = 0.6W$ . Το κέρδος ορίζεται ως η μέση τιμή των διαφορών των ρυθμών μετάδοσης

$$R_{MaxFair} - R_{MaxRate} \text{ όλων των ροών.}$$



**Εικόνα 38:** Γραφική απεικόνιση του ποσοστού κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate στον μέσο ρυθμό μετάδοσης ανά αυξανόμενη διακυψελική παρεμβολή για  $S_{\max} = 0.2W$ ,  $S_{\max} = 0.4W$  και  $S_{\max} = 0.6W$ . Το ποσοστό κέρδους ορίζεται ως  $((R_{MaxFair} - R_{MaxRate})/R_{MaxRate})100$ .

Στην Εικόνα 39 απεικονίζεται το κέρδος του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate στον δείκτη δικαιοσύνης για  $S_{\max} = 0.2W$ ,  $S_{\max} = 0.4W$  και  $S_{\max} = 0.6W$ . Προκύπτουν ίδια συμπεράσματα όπως και πριν.



**Εικόνα 39:** Γραφική απεικόνιση του κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate στον δείκτη δικαιοσύνης ανά αυξανόμενη διακυψελική παρεμβολή για  $S_{\max} = 0.2W$ ,  $S_{\max} = 0.4W$  και  $S_{\max} = 0.6W$ . Το κέρδος ορίζεται ως η διαφορά των δεικτών δικαιοσύνης των αλγορίθμων MaxFair και MaxRate, δηλαδή  $FI_{MaxFair} - FI_{MaxRate}$ .

**Πίνακας 7:** Κατανομή αριθμού ροών ως προς το κέρδος ή τη ζημία που υφίστανται με την χρήση του MaxFair αντί του MaxRate για το Γ' σενάριο.

Smax (W)	Iinter (W)	Ροές με κέρδος	Ροές με ζημία	Αμετάβλητες ροές
0.2	0	9	33	114
	0.2	41	42	73
	0.4	106	22	28
	0.6	150	2	2
0.4	0	9	33	114
	0.2	7	44	105
	0.4	41	42	73
	0.6	81	32	43
0.6	0.8	106	22	28
	0	9	33	114
	0.2	5	45	106
	0.4	11	47	98
	0.6	41	42	73
0.6	0.8	74	35	47
	1	91	29	36

Τέλος, ο Πίνακας 7 παρουσιάζει την κατανομή των ροών ως προς το κέρδος ή τη ζημία που υφίστανται με την χρήση του MaxFair αντί του MaxRate για  $S_{\max} = 0.2W$ ,  $S_{\max} = 0.4W$  και  $S_{\max} = 0.6W$ . Παρατηρείται πως για  $I_{inter} = S_{\max}$  υπάρχει σχεδόν ισότητα μεταξύ ροών με κέρδος και ροών με ζημία. Πριν το κατώφλι, υπερτερούν αριθμητικά οι ροές με ζημία, ενώ μετά το κατώφλι οι ροές με κέρδος.

#### **6.2.4 Δ' σενάριο προσομοίωσης – Μελέτη επίδρασης μεγίστου αριθμού κωδικών τερματικού**

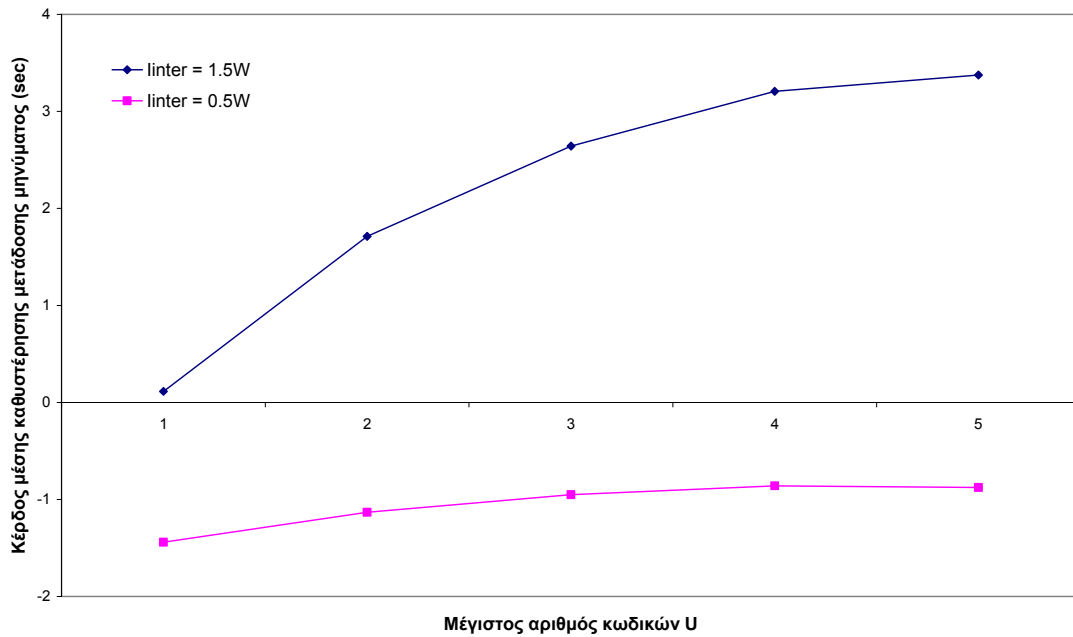
Στην παράγραφο 6.1 (Πίνακας 3), μελετήθηκε η επίδραση της μεταβολής του μεγίστου αριθμού κωδικών τερματικού  $u$  στους ευρετικούς αλγορίθμους MaxRate και MaxFair βραχυπρόθεσμα, στα πλαίσια μιας χρονοσχισμής. Γενικά, διαπιστώθηκε η αύξηση της διέλευσης με την αύξηση της παραμέτρου  $u$ . Σκοπός του σεναρίου αυτού είναι η μακροπρόθεσμη μελέτη της επίδρασης της  $u$  στην σύγκριση μεταξύ MaxRate και MaxFair. Επισημαίνεται πως είναι δυνατή η σύγκριση και με την μετάδοση μεταβλητού κέρδους εξάπλωσης VSF, καθότι αυτή αποτελεί ειδική περίπτωση του MaxRate με  $u = 1$ .

Θεωρούνται διάνυσμα χρηστών  $(V, D) = (70, 30)$ , εκθετική κατανομή μεγέθους μηνύματος μέσης τιμής  $NRT_{size} = 1$  MB, μέγιστη ισχύς τερματικού  $S_{\max} = 1$  W, διακυψελική παρεμβολή  $I_{inter} = X$  W όπου η παράμετρος  $X$  λαμβάνει τιμές εκατέρωθεν του κατωφλίου, δηλαδή 0.5 και 1.5, και μέγιστος αριθμός κωδικών τερματικού  $u = Y$  όπου η παράμετρος  $Y$  λαμβάνει τιμές από 1 έως 5 με βήμα 1. Το παράθυρο μετάδοσης  $TW$  τίθεται ίσο με 2.

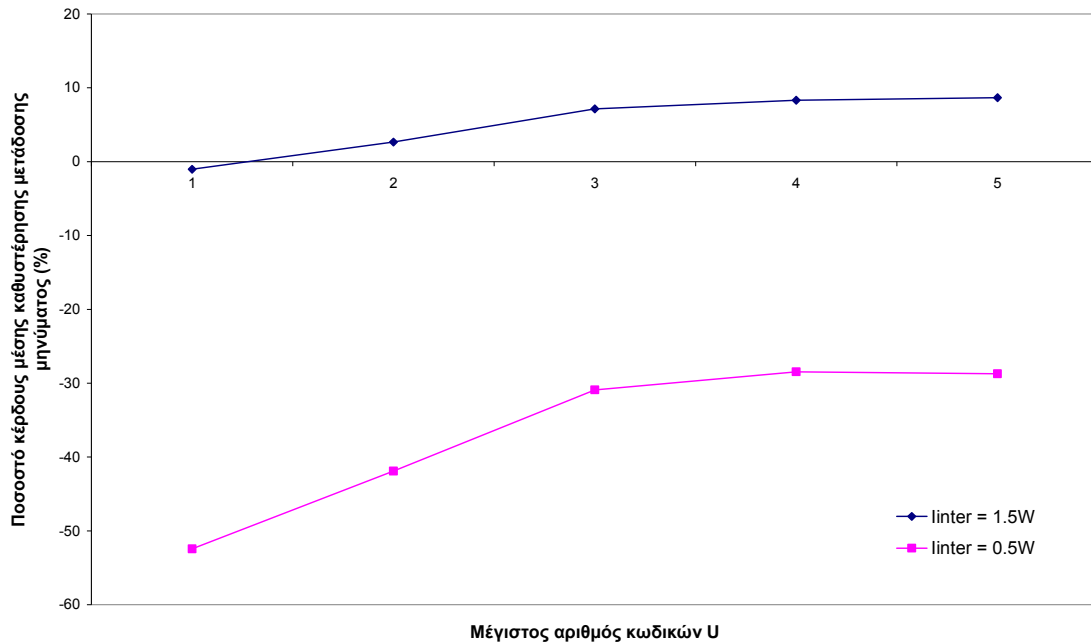
Το φορτίο πραγματικού χρόνου παραμένει ίσο με 700 νέες συνδέσεις/ώρα ή εναλλακτικά 35 Erlangs. Λόγω των βαρών προτεραιότητας στις συνδέσεις αυτές, παρατηρήθηκαν μηδενικές πιθανότητες απόρριψης νέας σύνδεσης, διακοπής μιας υπάρχουσας σύνδεσης και μηδενικό ποσοστό απώλειας πακέτων εξαιτίας λήξης χρόνου. Για τις NRT συνδέσεις, χρησιμοποιήθηκε ο κυκλικός (round-robin) αλγόριθμος χρονοπρογραμματισμού των πακέτων.

Στις γραφικές παραστάσεις που ακολουθούν, οι τιμές των μεγεθών που απεικονίζονται προέκυψαν από την μέση τιμή των αντίστοιχων μεγεθών όλων των ροών.

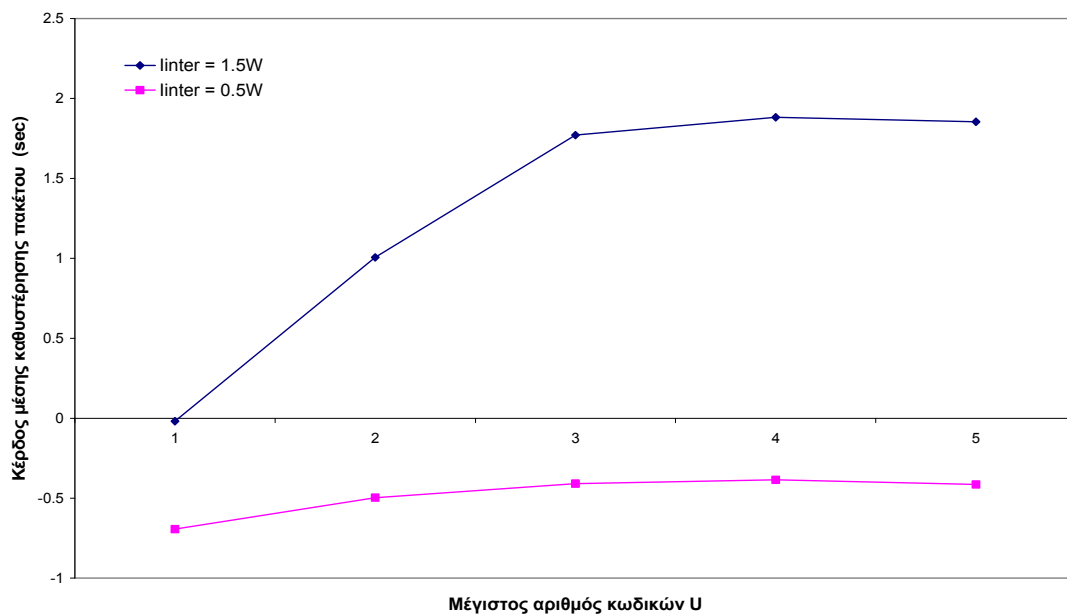
Η Εικόνα 40 και η Εικόνα 41 παρουσιάζουν το κέρδος και το ποσοστό κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate στην μέση καθυστέρηση μετάδοσης μηνύματος για  $I_{inter} = 0.5W$  και  $I_{inter} = 1.5W$ . Παρατηρείται ότι τα κέρδη και τα ποσοστά κέρδους για  $I_{inter} = 1.5W$  αυξάνονται, ενώ οι ζημίες και τα αντίστοιχα ποσοστά για  $I_{inter} = 0.5W$  μειώνονται με την αύξηση του  $u$ . Γενικά, η αύξηση του  $u$  βελτιώνει το κέρδος σε τιμή και ποσοστό ανεξαρτήτου παρεμβολής μέχρι κάποια τιμή ( $u = 4$ ), πέραν της οποίας σχεδόν σταθεροποιείται. Επίσης, για  $I_{inter} = 0.5W$ , μικρές βελτιώσεις στη ζημία οδηγούν σε μεγάλα αντίστοιχα ποσοστά, επειδή οι καθυστερήσεις είναι γενικά μικρές σε χαμηλές παρεμβολές. Το αντίθετο συμβαίνει για  $I_{inter} = 1.5W$  και υψηλές παρεμβολές.



**Εικόνα 40:** Γραφική απεικόνιση του κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate σε sec στην μέση καθυστέρηση μετάδοσης μηνύματος ανά αυξανόμενο μέγιστο αριθμό κωδικών τερματικού για  $I_{inter} = 0.5W$  και  $I_{inter} = 1.5W$ . Το κέρδος ορίζεται ως η μέση τιμή των διαφορών των καθυστερήσεων μετάδοσης  $d_{MaxRate} - d_{MaxFair}$  όλων των ροών.



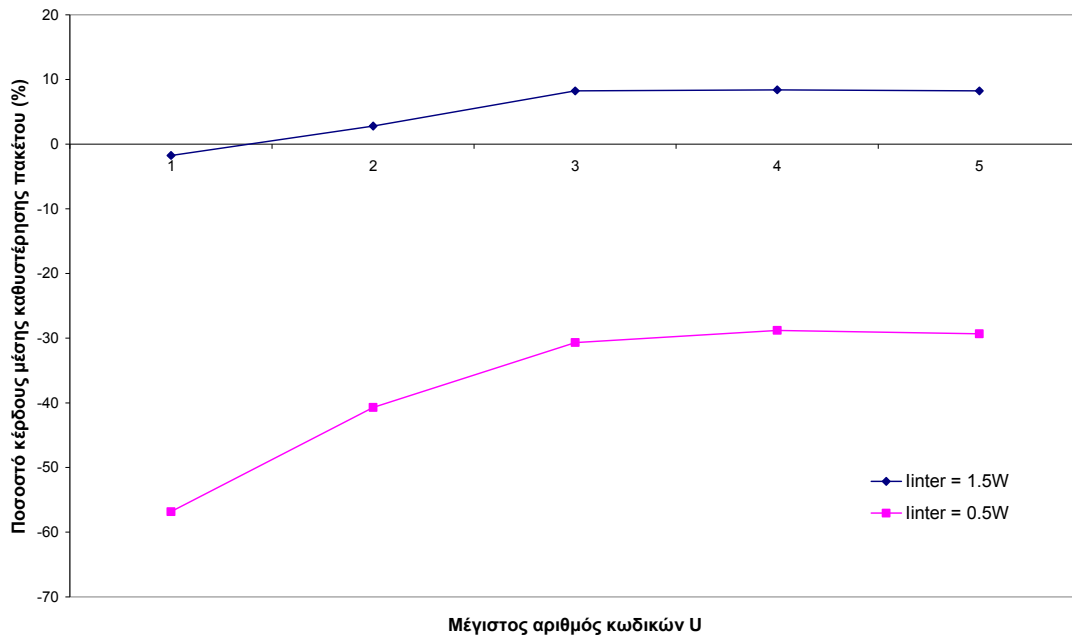
**Εικόνα 41:** Γραφική απεικόνιση του ποσοστού κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate στην μέση καθυστέρηση μετάδοσης μηνύματος ανά αυξανόμενο μέγιστο αριθμό κωδικών τερματικού για  $I_{inter} = 0.5W$  και  $I_{inter} = 1.5W$ . Το ποσοστό κέρδους ορίζεται ως  $((d_{MaxRate} - d_{MaxFair})/d_{MaxRate})100$ .



**Εικόνα 42:** Γραφική απεικόνιση του κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate σε sec στην μέση καθυστέρηση πακέτου ανά αυξανόμενο μέγιστο αριθμό κωδικών τερματικού για  $I_{inter} = 0.5W$  και  $I_{inter} = 1.5W$ . Το κέρδος ορίζεται ως η μέση τιμή των διαφορών των καθυστερήσεων πακέτου  $pd_{MaxRate} - pd_{MaxFair}$  όλων των ροών.

Στην Εικόνα 42 και στην Εικόνα 43 απεικονίζονται το κέρδος και το ποσοστό κέρδους αντίστοιχα του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate στην μέση

καθυστέρηση πακέτου για  $I_{inter} = 0.5W$  και  $I_{inter} = 1.5W$ . Προκύπτουν παρόμοια συμπεράσματα με την μέση καθυστέρηση μετάδοσης μηνύματος.

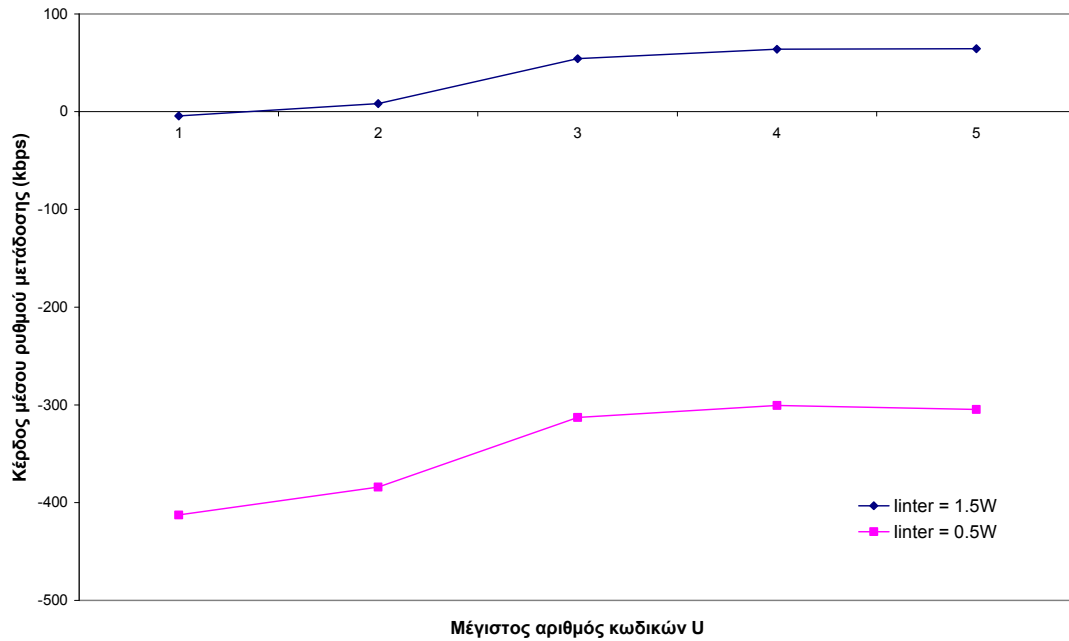


**Εικόνα 43:** Γραφική απεικόνιση του ποσοστού κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate στην μέση καθυστέρηση πακέτου ανά αυξανόμενο μέγιστο αριθμό κωδικών τερματικού για

$I_{inter} = 0.5W$  και  $I_{inter} = 1.5W$ . Το ποσοστό κέρδους ορίζεται ως

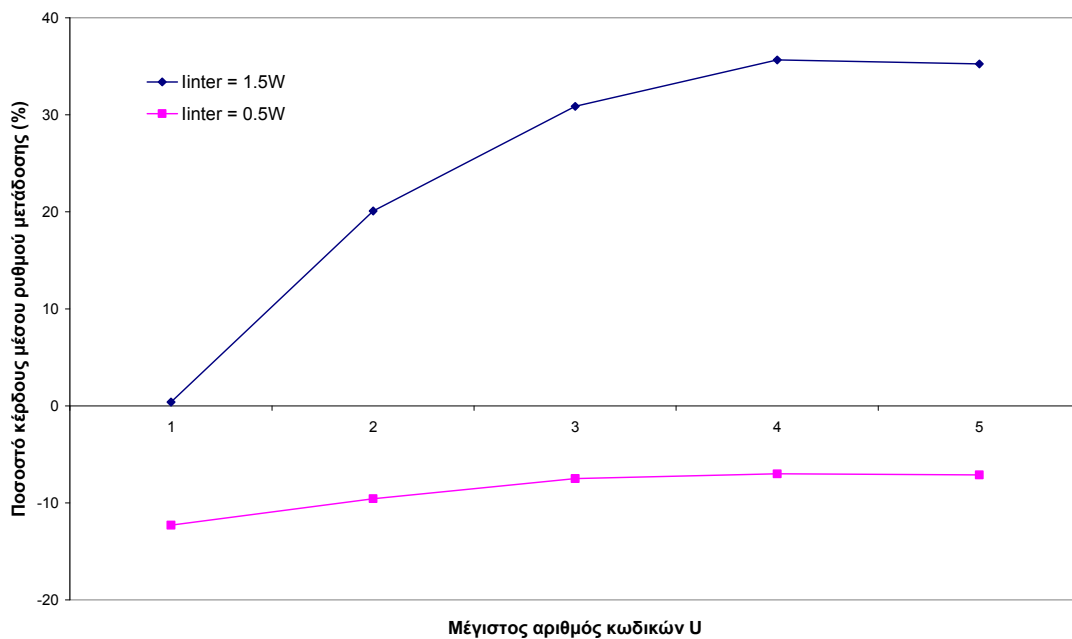
$$\left( \frac{pd_{MaxRate} - pd_{MaxFair}}{pd_{MaxRate}} \right) 100.$$

Η Εικόνα 44 και η Εικόνα 45 δείχνουν το κέρδος και το ποσοστό κέρδους αντίστοιχα του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate στον μέσο ρυθμό μετάδοσης για  $I_{inter} = 0.5W$  και  $I_{inter} = 1.5W$ . Προκύπτουν ίδια συμπεράσματα όπως και πριν, με την διαφορά ότι μεγάλες βελτιώσεις στη ζημία οδηγούν σε μικρά αντίστοιχα ποσοστά, επειδή οι ρυθμοί μετάδοσης είναι γενικά υψηλοί σε χαμηλές παρεμβολές. Το αντίστροφο συμβαίνει στις μεγάλες παρεμβολές.



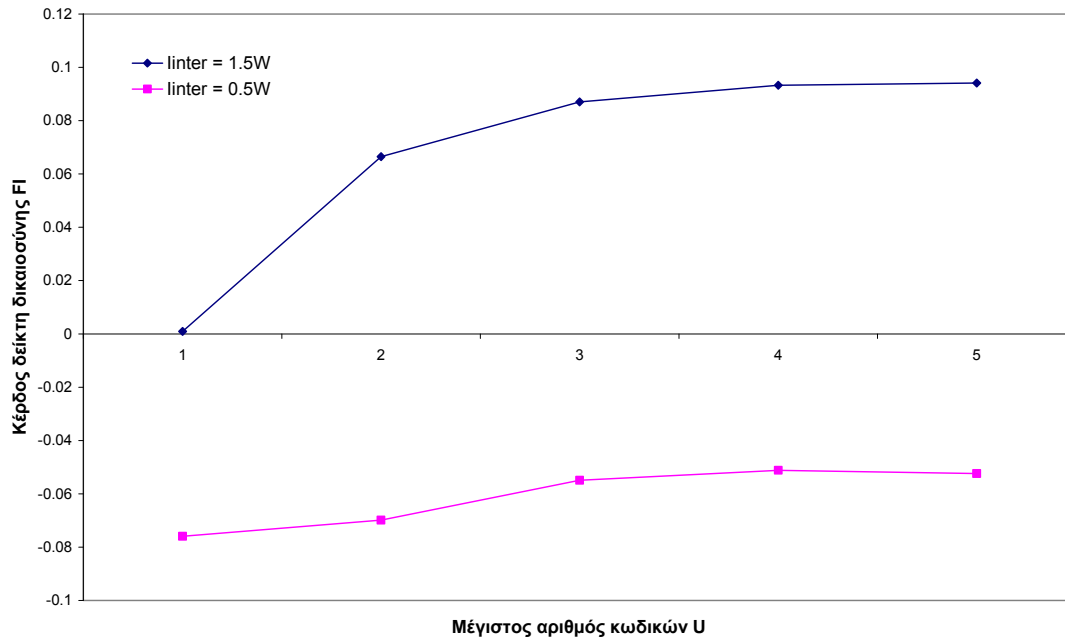
**Εικόνα 44:** Γραφική απεικόνιση του κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate σε kbps στον μέσο ρυθμό μετάδοσης ανά αυξανόμενο μέγιστο αριθμό κωδικών τερματικού για  $I_{inter} = 0.5W$  και  $I_{inter} = 1.5W$ . Το κέρδος ορίζεται ως η μέση τιμή των διαφορών των ρυθμών μετάδοσης

$$R_{MaxFair} - R_{MaxRate} \text{ όλων των ροών.}$$



**Εικόνα 45:** Γραφική απεικόνιση του ποσοστού κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate στον μέσο ρυθμό μετάδοσης ανά αυξανόμενο μέγιστο αριθμό κωδικών τερματικού για  $I_{inter} = 0.5W$  και  $I_{inter} = 1.5W$ . Το ποσοστό κέρδους ορίζεται ως  $((R_{MaxFair} - R_{MaxRate})/R_{MaxRate})100$ .

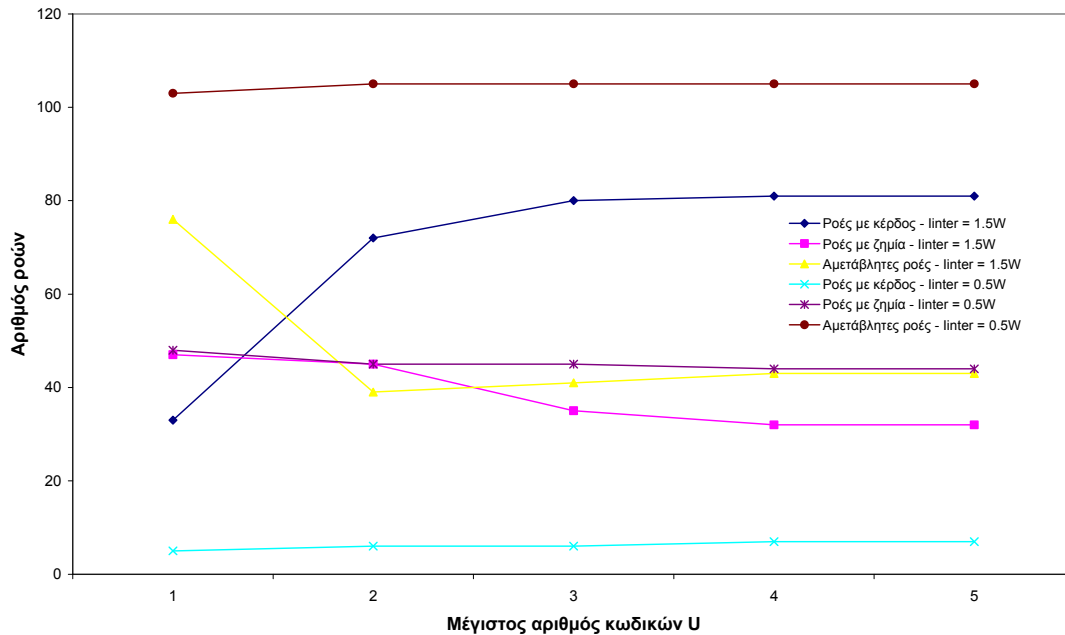
Στην Εικόνα 46 απεικονίζεται το κέρδος του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate στον δείκτη δικαιοσύνης για  $I_{inter} = 0.5W$  και  $I_{inter} = 1.5W$ . Προκύπτουν ίδια συμπεράσματα όπως και πριν.



**Εικόνα 46:** Γραφική απεικόνιση του κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate στον δείκτη δικαιοσύνης ανά αυξανόμενο μέγιστο αριθμό κωδικών τερματικού για  $I_{inter} = 0.5W$  και  $I_{inter} = 1.5W$ . Το κέρδος ορίζεται ως η διαφορά των δεικτών δικαιοσύνης των αλγορίθμων MaxFair και MaxRate, δηλαδή  $FI_{MaxFair} - FI_{MaxRate}$ .

Τέλος, η Εικόνα 47 δείχνει την κατανομή των ροών ως προς το κέρδος ή τη ζημία που υφίστανται με την χρήση του MaxFair αντί του MaxRate. Παρατηρείται πως η κατανομή για  $I_{inter} = 0.5W$  μένει σχεδόν σταθερή με την αύξηση της παραμέτρου  $u$ , που σημαίνει πως η βελτίωση στα μεγέθη που προαναφέρθηκαν συμβαίνει στις ίδιες πάντα ροές. Αντίθετα, για  $I_{inter} = 1.5W$ , οι ροές με κέρδος αυξάνουν όσο η παράμετρος  $u$  μεγαλώνει και σταθεροποιούνται μετά από μια τιμή κατά τα γνωστά.





**Εικόνα 47:** Γραφική απεικόνιση του αριθμού των ροών που ωφελήθηκαν, ζημιώθηκαν ή παρέμειναν αμετάβλητες με την χρήση του MaxFair αντί του MaxRate ανά αυξανόμενο μέγιστο αριθμό κωδικών τερματικού για  $I_{inter} = 0.5W$  και  $I_{inter} = 1.5W$ . Κριτήριο για τον διαχωρισμό η καθυστέρηση μετάδοσης.

### 6.2.5 Ε' σενάριο προσομοίωσης – Μελέτη επίδρασης φορτίου

Στο πέμπτο σενάριο, εξετάζεται η επίδραση του φορτίου στην σύγκριση των δύο ευρετικών αλγορίθμων MaxRate και MaxFair. Η μελέτη αυτή είναι ιδιαίτερα σημαντική στα σύγχρονα IP δίκτυα τέταρτης γενιάς που χαρακτηρίζονται από υψηλό φορτίο και υψηλές απαιτήσεις σε ποιότητα υπηρεσίας και ρυθμό μετάδοσης.

Το φορτίο πραγματικού χρόνου παραμένει ίσο με 700 νέες συνδέσεις/ώρα ή εναλλακτικά 35 Erlangs. Αντίθετα, θα μεταβάλλεται το φορτίο των ροών δεδομένων, γεγονός που επηρεάζει άμεσα την κατανομή των υπολειπόμενων πόρων. Υπάρχουν δύο εναλλακτικοί τρόποι μεταβολής του φορτίου των ροών δεδομένων, μεταβάλλοντας είτε τον αριθμό των χρηστών δεδομένων είτε την μέση τιμή του μεγέθους του μηνύματος προς αποστολή.

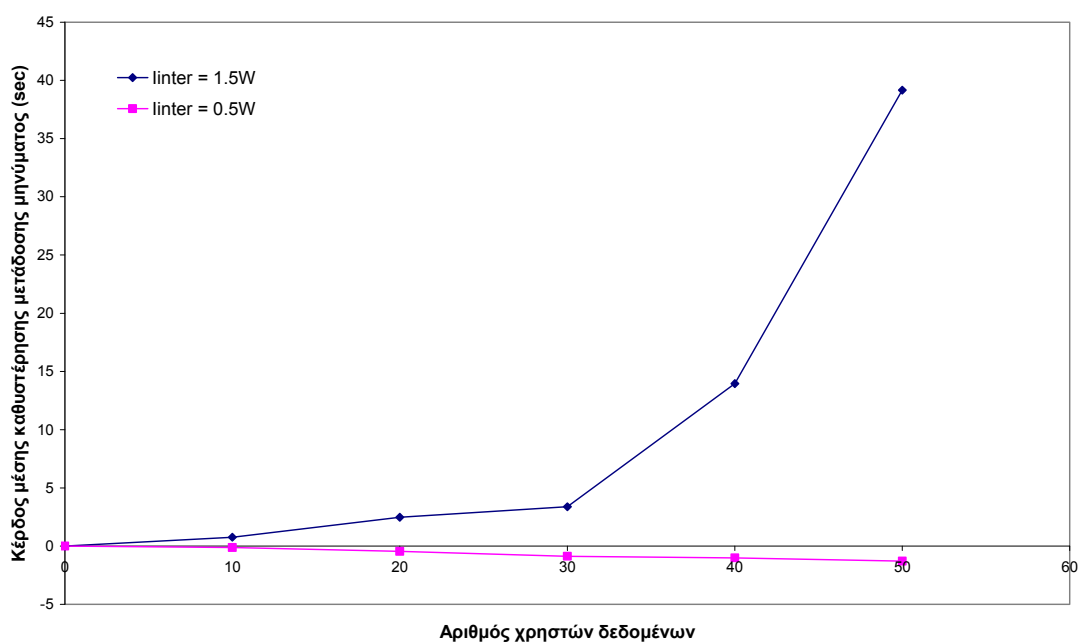
Για τις NRT συνδέσεις, χρησιμοποιήθηκε ο κυκλικός (round-robin) αλγόριθμος χρονοπρογραμματισμού των πακέτων. Στις γραφικές παραστάσεις που ακολουθούν, οι τιμές των μεγεθών που απεικονίζονται προέκυψαν από την μέση τιμή των αντίστοιχων μεγεθών όλων των ροών.

### 6.2.5.1 Μεταβολή αριθμού χρηστών δεδομένων

Θεωρούνται εκθετική κατανομή μεγέθους μηνύματος μέσης τιμής  $NRT_{size} = 1$  MB, μέγιστη ισχύς τερματικού  $S_{max} = 1$  W, μέγιστος αριθμός κωδικών τερματικού  $u = 5$ , διακυψελική παρεμβολή  $I_{inter} = X$  W όπου η παράμετρος  $X$  λαμβάνει τιμές εκατέρωθεν του κατωφλίου, δηλαδή 0.5 και 1.5, και διάνυσμα χρηστών  $(V, D) = (70, Y)$ , όπου η παράμετρος  $Y$  μεταβάλλεται από 0 έως 50 με βήμα 10. Το παράθυρο μετάδοσης  $TW$  τίθεται ίσο με 2.

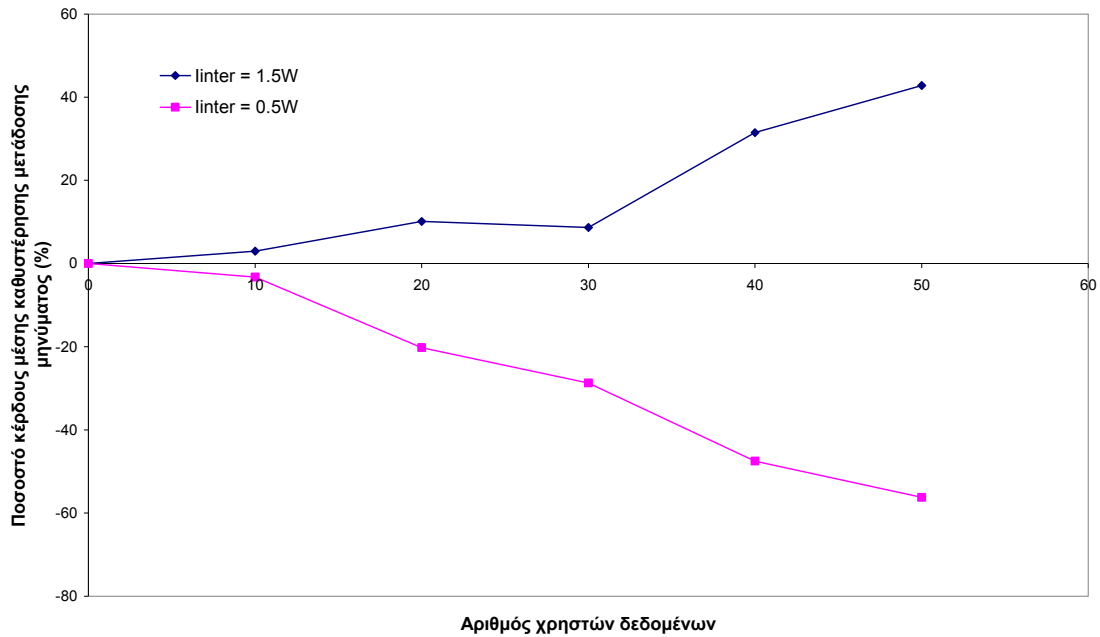
Λόγω των βαρών προτεραιότητας στις VoIP συνδέσεις, παρατηρήθηκαν μηδενικές πιθανότητες απόρριψης νέας σύνδεσης, διακοπής μιας υπάρχουσας σύνδεσης και μηδενικό ποσοστό απώλειας πακέτων εξαιτίας λήξης χρόνου.

Αρχικά, στην Εικόνα 48 και στην Εικόνα 49 παρουσιάζονται το κέρδος και το ποσοστό κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate στην μέση καθυστέρηση μετάδοσης μηνύματος για  $I_{inter} = 0.5W$  και  $I_{inter} = 1.5W$ .



**Εικόνα 48:** Γραφική απεικόνιση του κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate σε sec στην μέση καθυστέρηση μετάδοσης μηνύματος ανά αυξανόμενο αριθμό χρηστών δεδομένων για  $I_{inter} = 0.5W$  και  $I_{inter} = 1.5W$ . Το κέρδος ορίζεται ως η μέση τιμή των διαφορών των καθυστερήσεων

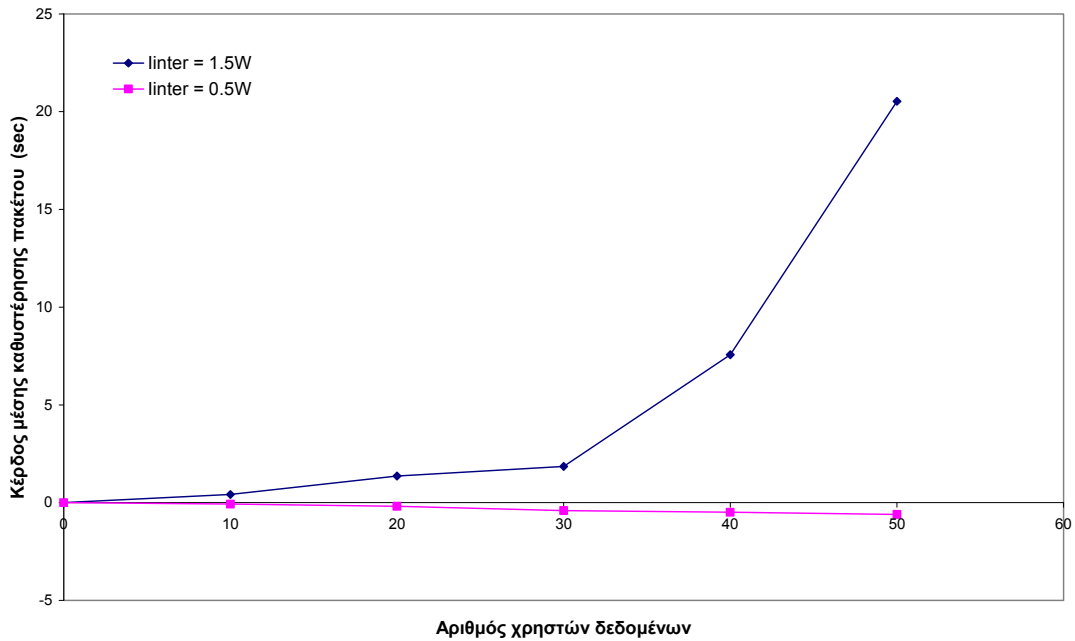
$$\text{μετάδοσης } d_{MaxRate} - d_{MaxFair} \text{ όλων των ροών.}$$



**Εικόνα 49:** Γραφική απεικόνιση του ποσοστού κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate στην μέση καθυστέρηση μετάδοσης μηνύματος ανά αυξανόμενο αριθμό χρηστών δεδομένων για  $I_{inter} = 0.5W$  και  $I_{inter} = 1.5W$ . Το ποσοστό κέρδους ορίζεται ως  $((d_{MaxRate} - d_{MaxFair})/d_{MaxRate})100$ .

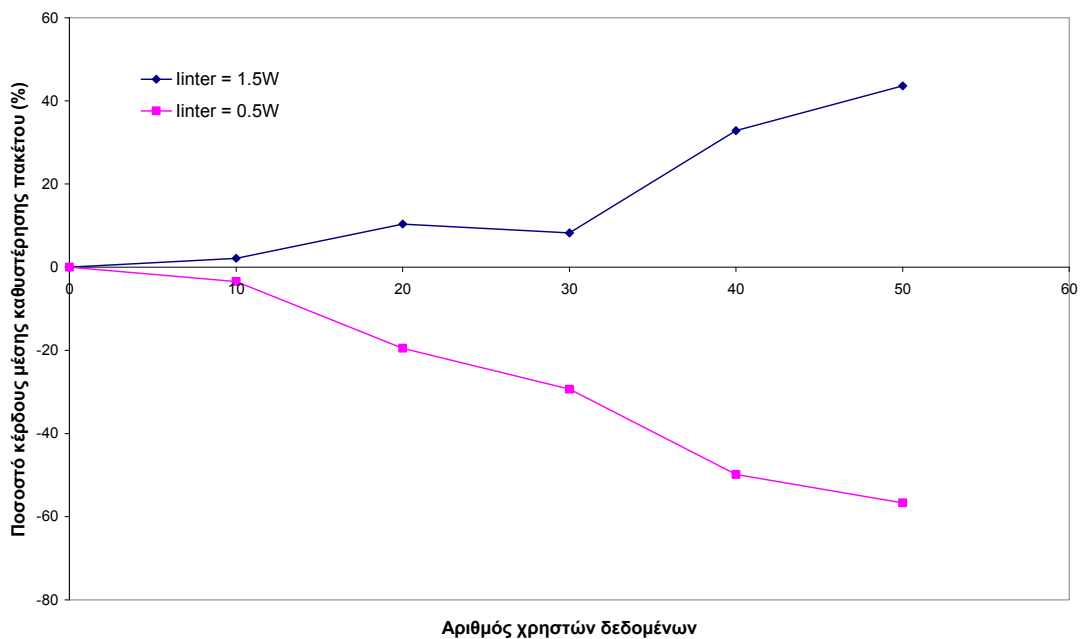
Παρατηρείται η αύξηση του κέρδους για  $I_{inter} = 1.5W$  και η αύξηση της ζημίας για  $I_{inter} = 0.5W$  (σε τιμή και ποσοστό) με την αύξηση του αριθμού των χρηστών δεδομένων. Αυτό σημαίνει πως ο MaxFair είναι ο βέλτιστος αλγόριθμος κατανομής πόρων πέραν του κατωφλίου με το πλεονέκτημά του να αυξάνεται με την αύξηση του φορτίου, ενώ τα ίδια ισχύουν για τον MaxRate για τιμές παρεμβολής μικρότερες του κατωφλίου. Επιπλέον, ο ρυθμός της αύξησης του κέρδους για  $I_{inter} = 1.5W$  γίνεται υψηλότερος για μεγαλύτερο αριθμό χρηστών δεδομένων. Οι λοιποί ρυθμοί αύξησης είναι σχεδόν σταθεροί.

Στην Εικόνα 50 και στην Εικόνα 51 απεικονίζονται το κέρδος και το ποσοστό κέρδους αντίστοιχα του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate στην μέση καθυστέρηση πακέτου για  $I_{inter} = 0.5W$  και  $I_{inter} = 1.5W$ . Προκύπτουν παρόμοια συμπεράσματα με την μέση καθυστέρηση μετάδοσης μηνύματος.



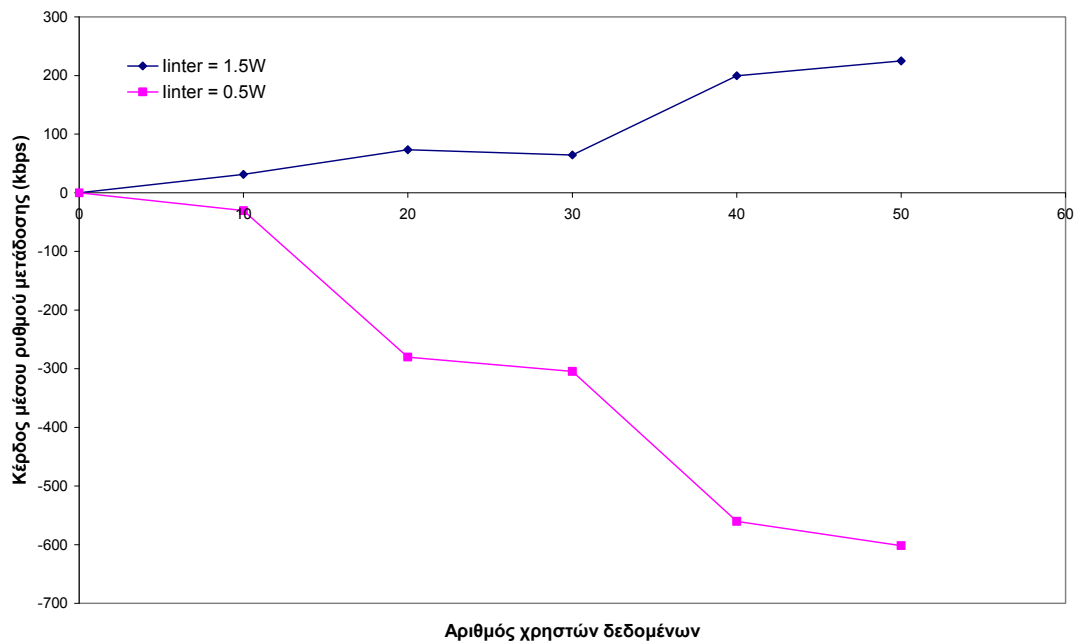
**Εικόνα 50:** Γραφική απεικόνιση του κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate σε sec στην μέση καθυστέρηση πακέτου ανά αυξανόμενο αριθμό χρηστών δεδομένων για  $I_{inter} = 0.5W$  και  $I_{inter} = 1.5W$ . Το κέρδος ορίζεται ως η μέση τιμή των διαφορών των καθυστερήσεων πακέτου

$$pd_{MaxRate} - pd_{MaxFair} \text{ όλων των ροών.}$$



**Εικόνα 51:** Γραφική απεικόνιση του ποσοστού κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate στην μέση καθυστέρηση πακέτου ανά αυξανόμενο αριθμό χρηστών δεδομένων για  $I_{inter} = 0.5W$  και  $I_{inter} = 1.5W$ . Το ποσοστό κέρδους ορίζεται ως  $((pd_{MaxRate} - pd_{MaxFair}) / pd_{MaxRate})100$ .

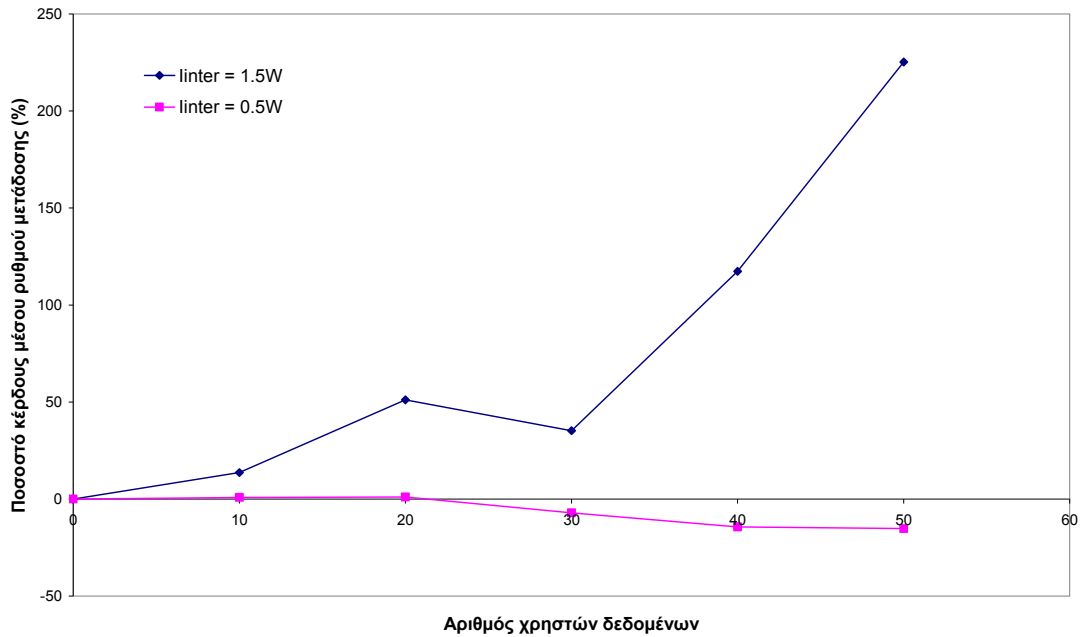
Η Εικόνα 52 και η Εικόνα 53 δείχνουν το κέρδος και το ποσοστό κέρδους αντίστοιχα του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate στον μέσο ρυθμό μετάδοσης για  $I_{inter} = 0.5W$  και  $I_{inter} = 1.5W$ . Προκύπτουν ίδια συμπεράσματα όπως και πριν, με την διαφορά ότι ο ρυθμός της αύξησης του ποσοστού κέρδους για  $I_{inter} = 1.5W$  γίνεται υψηλότερος για μεγαλύτερο αριθμό χρηστών δεδομένων. Οι λοιποί ρυθμοί αύξησης είναι σχεδόν σταθεροί.



**Εικόνα 52:** Γραφική απεικόνιση του κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate σε kbps στον μέσο ρυθμό μετάδοσης ανά αυξανόμενο αριθμό χρηστών δεδομένων για  $I_{inter} = 0.5W$  και  $I_{inter} = 1.5W$ . Το κέρδος ορίζεται ως η μέση τιμή των διαφορών των ρυθμών μετάδοσης

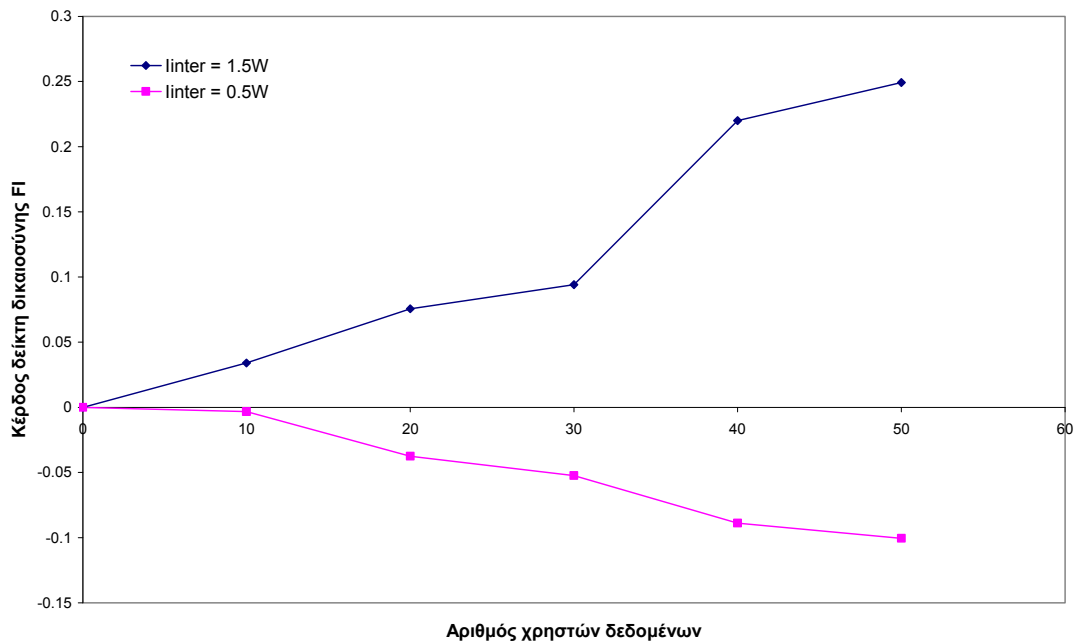
$$R_{MaxFair} - R_{MaxRate} \text{ όλων των ροών.}$$

Στην Εικόνα 54 απεικονίζεται το κέρδος του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate στον δείκτη δικαιοσύνης για  $I_{inter} = 0.5W$  και  $I_{inter} = 1.5W$ . Προκύπτουν ίδια συμπεράσματα όπως και πριν και οι ρυθμοί αύξησης είναι σχεδόν σταθεροί.



**Εικόνα 53:** Γραφική απεικόνιση του ποσοστού κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate στον μέσο ρυθμό μετάδοσης ανά αυξανόμενο αριθμό χρηστών δεδομένων για  $I_{inter} = 0.5W$  και

$I_{inter} = 1.5W$ . Το ποσοστό κέρδους ορίζεται ως  $((R_{MaxFair} - R_{MaxRate})/R_{MaxRate})100$ .



**Εικόνα 54:** Γραφική απεικόνιση του κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate στον δείκτη δικαιοσύνης ανά αυξανόμενο αριθμό χρηστών δεδομένων για  $I_{inter} = 0.5W$  και  $I_{inter} = 1.5W$ .

Το κέρδος ορίζεται ως η διαφορά των δεικτών δικαιοσύνης των αλγορίθμων MaxFair και MaxRate,

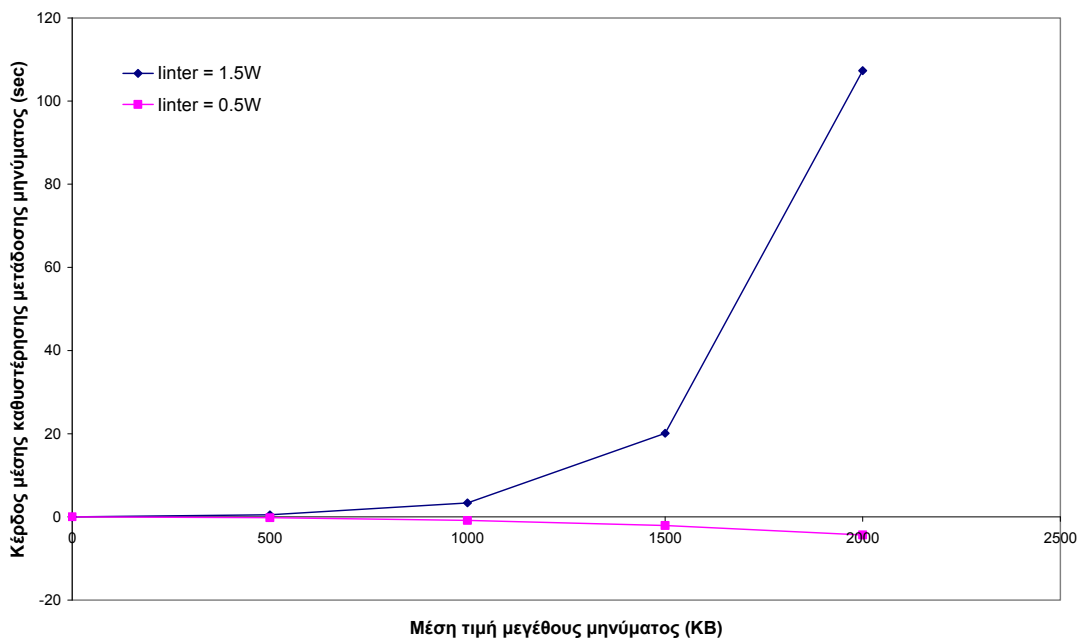
$$\text{δηλαδή } FI_{MaxFair} - FI_{MaxRate}.$$

### 6.2.5.2 Μεταβολή μέσης τιμής μεγέθους μηνύματος

Θεωρούνται διάνυσμα χρηστών  $(V, D) = (70, 30)$ , μέγιστη ισχύς τερματικού  $S_{\max} = 1$  W, μέγιστος αριθμός κωδικών τερματικού  $u = 5$ , διακυψελική παρεμβολή  $I_{inter} = X$  W όπου η παράμετρος  $X$  λαμβάνει τιμές εκατέρωθεν του κατωφλίου, δηλαδή 0.5 και 1.5, και εκθετική κατανομή μεγέθους μηνύματος μέσης τιμής  $NRT_{size} = Y$  KB όπου η παράμετρος  $Y$  μεταβάλλεται από 0 έως 2000 με βήμα 500. Το παράθυρο μετάδοσης  $TW$  τίθεται ίσο με 2.

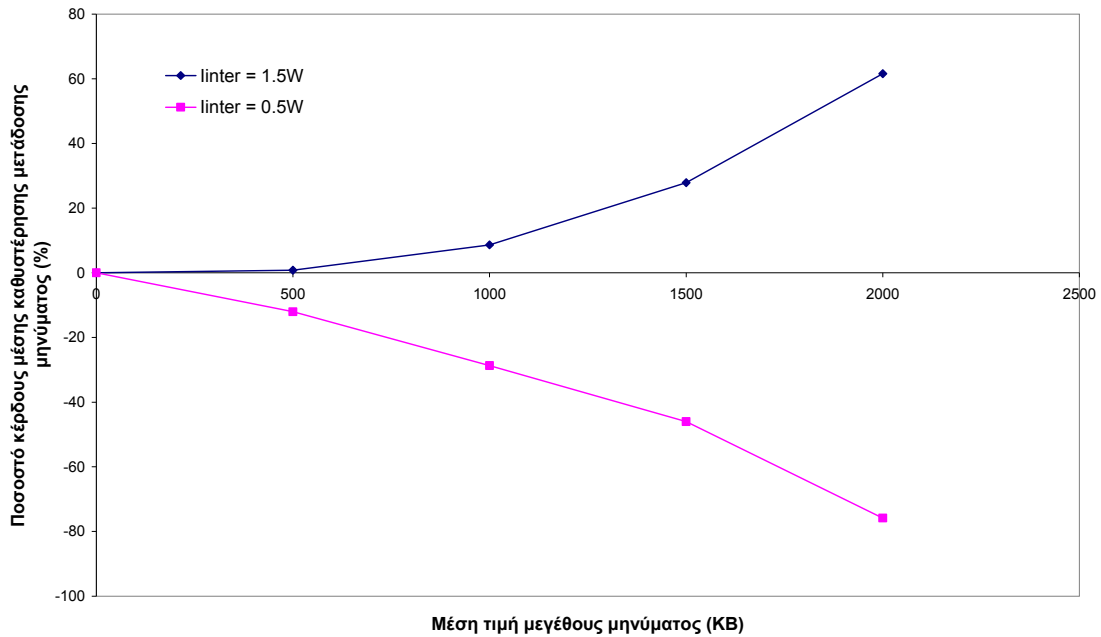
Λόγω των βαρών προτεραιότητας στις VoIP συνδέσεις, παρατηρήθηκαν μηδενικές πιθανότητες απόρριψης νέας σύνδεσης, διακοπής μιας υπάρχουσας σύνδεσης και μηδενικό ποσοστό απώλειας πακέτων εξαιτίας λήξης χρόνου.

Αρχικά, στην Εικόνα 55 και στην Εικόνα 56 παρουσιάζονται το κέρδος και το ποσοστό κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate στην μέση καθυστέρηση μετάδοσης μηνύματος για  $I_{inter} = 0.5W$  και  $I_{inter} = 1.5W$ .



**Εικόνα 55:** Γραφική απεικόνιση του κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate σε sec στην μέση καθυστέρηση μετάδοσης μηνύματος ανά αυξανόμενη μέση τιμή μεγέθους μηνύματος για  $I_{inter} = 0.5W$  και  $I_{inter} = 1.5W$ . Το κέρδος ορίζεται ως η μέση τιμή των διαφορών των καθυστερήσεων

$$\text{μετάδοσης } d_{MaxRate} - d_{MaxFair} \text{ όλων των ροών.}$$

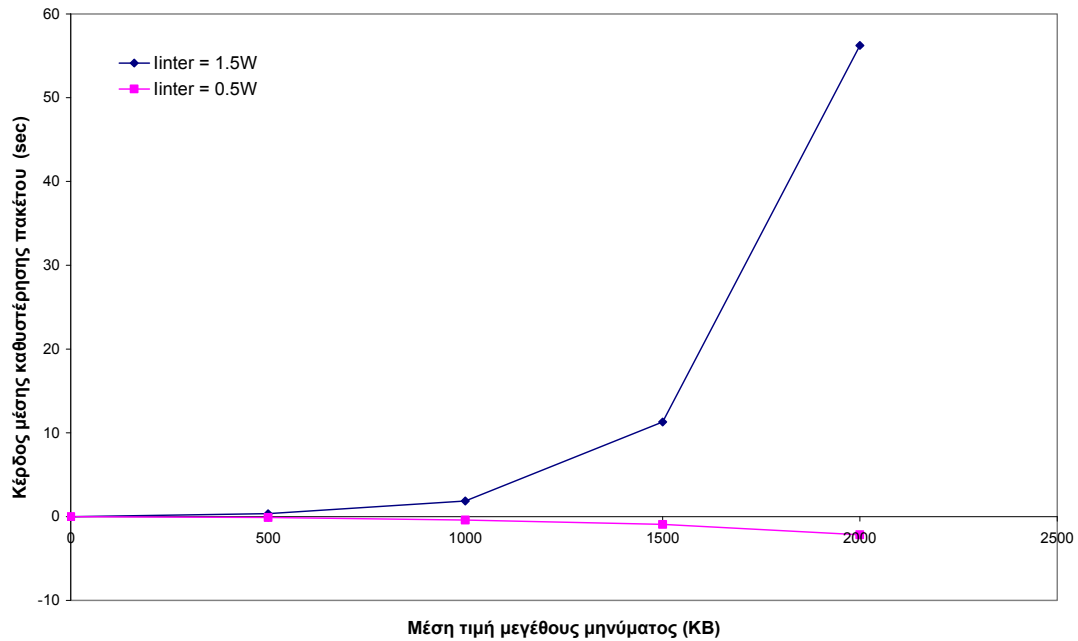


**Εικόνα 56:** Γραφική απεικόνιση του ποσοστού κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate στην μέση καθυστέρηση μετάδοσης μηνύματος ανά αυξανόμενη μέση τιμή μεγέθους μηνύματος για  $I_{inter} = 0.5W$  και  $I_{inter} = 1.5W$ . Το ποσοστό κέρδους ορίζεται ως  $((d_{MaxRate} - d_{MaxFair})/d_{MaxRate})100$ .

Παρατηρείται η αύξηση του κέρδους για  $I_{inter} = 1.5W$  και η αύξηση της ζημίας για  $I_{inter} = 0.5W$  (σε τιμή και ποσοστό) με την αύξηση της μέσης τιμής μεγέθους μηνύματος. Αυτό σημαίνει πως ο MaxFair είναι ο βέλτιστος αλγόριθμος κατανομής πόρων πέραν του κατωφλίου με το πλεονέκτημά του να αυξάνεται με την αύξηση του φορτίου, ενώ τα ίδια ισχύουν για τον MaxRate για τιμές παρεμβολής μικρότερες του κατωφλίου. Επιπλέον, ο ρυθμός της αύξησης του κέρδους για  $I_{inter} = 1.5W$  γίνεται υψηλότερος για μεγαλύτερη μέση τιμή μεγέθους μηνύματος. Οι λοιποί ρυθμοί αύξησης είναι σχεδόν σταθεροί ή ελαφρά αυξανόμενοι.

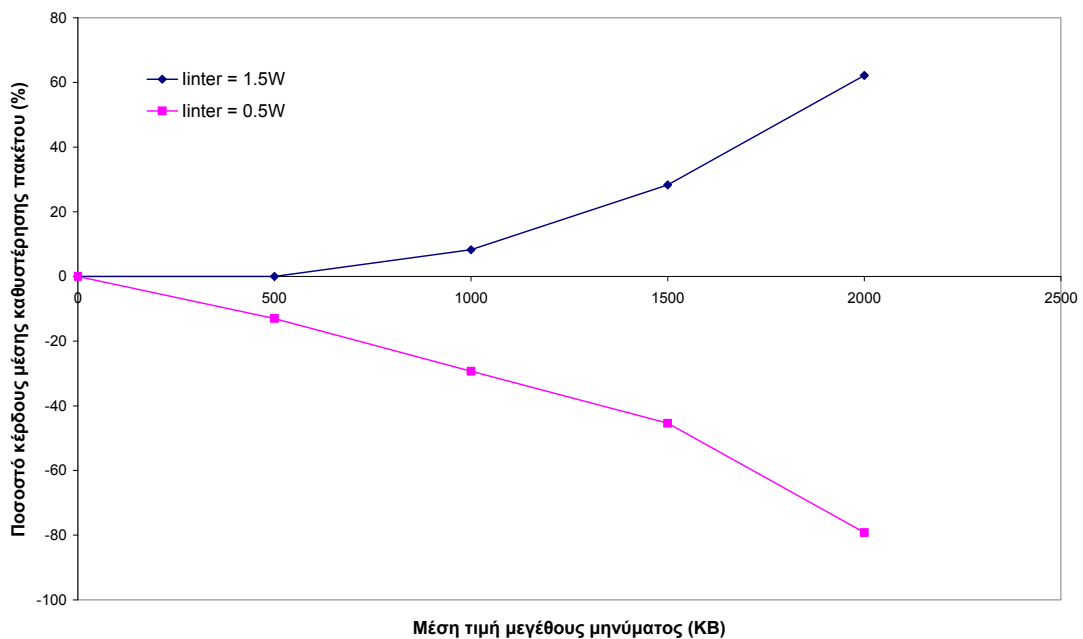
Στην Εικόνα 57 και στην Εικόνα 58 απεικονίζονται το κέρδος και το ποσοστό κέρδους αντίστοιχα του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate στην μέση καθυστέρηση πακέτου για  $I_{inter} = 0.5W$  και  $I_{inter} = 1.5W$ . Προκύπτουν παρόμοια συμπεράσματα με την μέση καθυστέρηση μετάδοσης μηνύματος.





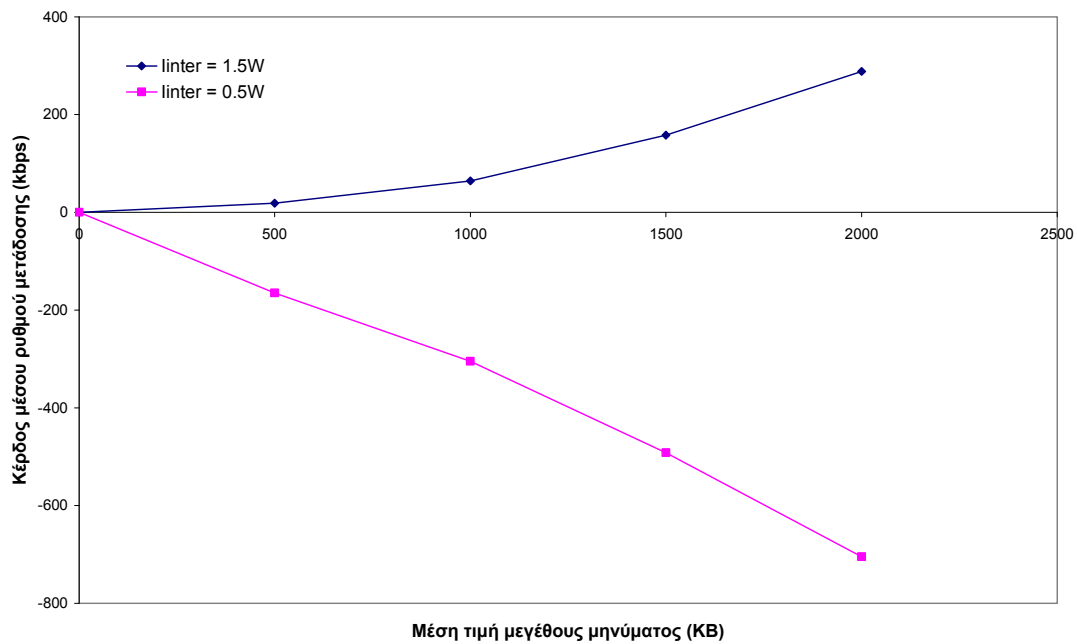
**Εικόνα 57:** Γραφική απεικόνιση του κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate σε sec στην μέση καθυστέρηση πακέτου ανά αυξανόμενη μέση τιμή μεγέθους μηνύματος για  $I_{inter} = 0.5W$  και  $I_{inter} = 1.5W$ . Το κέρδος ορίζεται ως η μέση τιμή των διαφορών των καθυστερήσεων πακέτου

$$pd_{MaxRate} - pd_{MaxFair} \text{ όλων των ροών.}$$



**Εικόνα 58:** Γραφική απεικόνιση του ποσοστού κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate στην μέση καθυστέρηση πακέτου ανά αυξανόμενη μέση τιμή μεγέθους μηνύματος για  $I_{inter} = 0.5W$  και  $I_{inter} = 1.5W$ . Το ποσοστό κέρδους ορίζεται ως  $((pd_{MaxRate} - pd_{MaxFair}) / pd_{MaxRate}) 100$ .

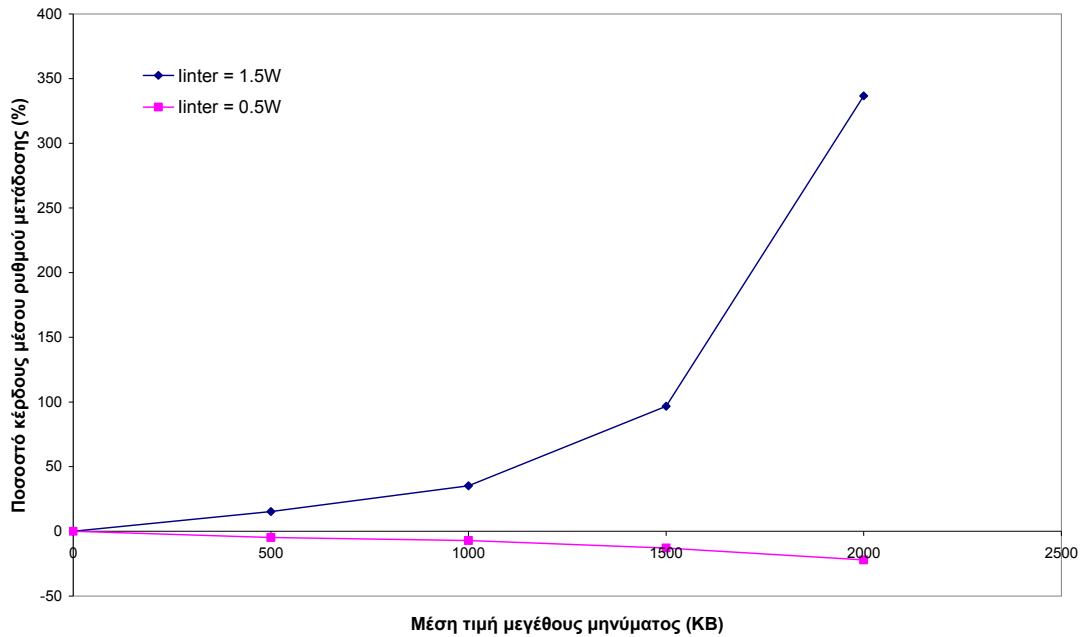
Η Εικόνα 59 και η Εικόνα 60 δείχνουν το κέρδος και το ποσοστό κέρδους αντίστοιχα του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate στον μέσο ρυθμό μετάδοσης για  $I_{inter} = 0.5W$  και  $I_{inter} = 1.5W$ . Προκύπτουν ίδια συμπεράσματα όπως και πριν, με την διαφορά ότι ο ρυθμός της αύξησης του ποσοστού κέρδους για  $I_{inter} = 1.5W$  γίνεται υψηλότερος για μεγαλύτερη μέση τιμή μεγέθους μηνύματος. Οι λοιποί ρυθμοί αύξησης είναι σχεδόν σταθεροί ή ελαφρά αυξανόμενοι.



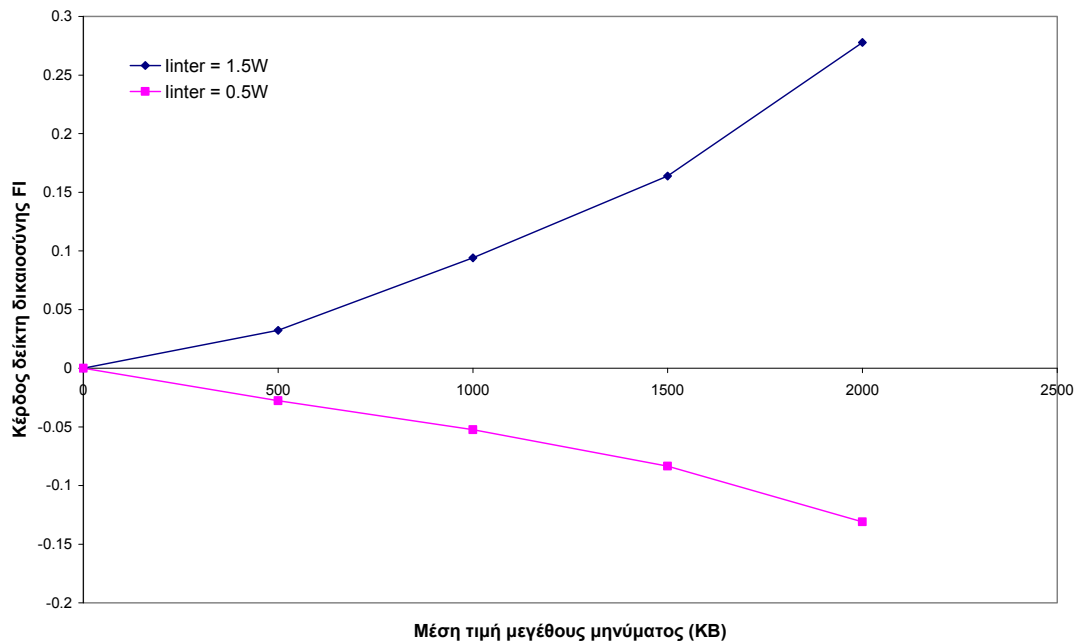
**Εικόνα 59:** Γραφική απεικόνιση του κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate σε kbps στον μέσο ρυθμό μετάδοσης ανά αυξανόμενη μέση τιμή μεγέθους μηνύματος για  $I_{inter} = 0.5W$  και  $I_{inter} = 1.5W$ . Το κέρδος ορίζεται ως η μέση τιμή των διαφορών των ρυθμών μετάδοσης

$$R_{MaxFair} - R_{MaxRate} \text{ όλων των ροών.}$$

Στην Εικόνα 61 απεικονίζεται το κέρδος του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate στον δείκτη δικαιοσύνης για  $I_{inter} = 0.5W$  και  $I_{inter} = 1.5W$ . Προκύπτουν ίδια συμπεράσματα όπως και πριν και οι ρυθμοί αύξησης είναι σχεδόν σταθεροί ή ελαφρά αυξανόμενοι.



**Εικόνα 60:** Γραφική απεικόνιση του ποσοστού κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate στον μέσο ρυθμό μετάδοσης ανά αυξανόμενη μέση τιμή μεγέθους μηνύματος για  $I_{inter} = 0.5W$  και  $I_{inter} = 1.5W$ . Το ποσοστό κέρδους ορίζεται ως  $((R_{MaxFair} - R_{MaxRate}) / R_{MaxRate}) 100$ .



**Εικόνα 61:** Γραφική απεικόνιση του κέρδους του αλγορίθμου MaxFair έναντι του MaxRate στον δείκτη δικαιοσύνης ανά αυξανόμενη μέση τιμή μεγέθους μηνύματος για  $I_{inter} = 0.5W$  και  $I_{inter} = 1.5W$ . Το κέρδος ορίζεται ως η διαφορά των δεικτών δικαιοσύνης των αλγορίθμων MaxFair και MaxRate, δηλαδή  $FI_{MaxFair} - FI_{MaxRate}$ .

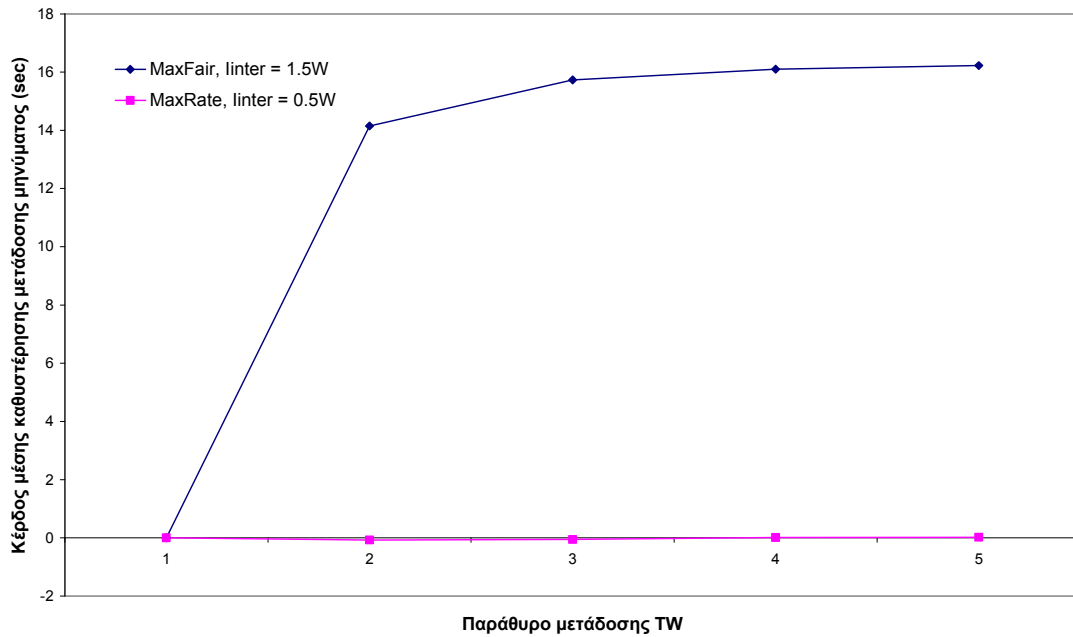
### 6.2.6 ΣΤ' σενάριο προσομοίωσης – Μελέτη επίδρασης παραθύρου μετάδοσης

Στα έως τώρα αποτελέσματα, είναι φανερό πως ο MaxFair είναι ο βέλτιστος αλγόριθμος κατανομής πόρων πέραν του κατωφλίου, ενώ ο MaxRate υπερέχει για τιμές παρεμβολής μικρότερες του κατωφλίου.

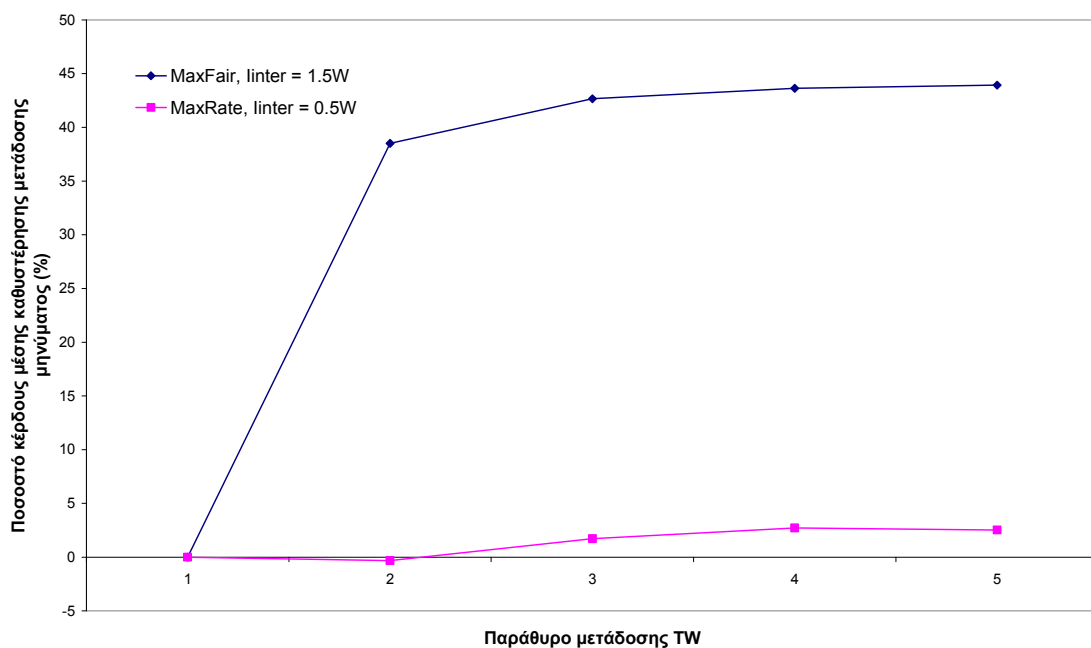
Στην παράγραφο 6.1 (Πίνακας 4), μελετήθηκε η βραχυπρόθεσμη επίδραση της μεταβολής του παραθύρου μετάδοσης  $TW$  στους ευρετικούς αλγορίθμους MaxRate και MaxFair στα πλαίσια μιας χρονοσχισμής. Παρατηρήθηκε, γενικά, η μείωση του δείκτη δικαιοσύνης στον MaxRate, η μείωση της διέλευσης στον MaxFair για τιμές παρεμβολής κάτω του κατωφλίου και η αύξηση της διέλευσης στον MaxFair πέραν του κατωφλίου με την αύξηση του παραθύρου μετάδοσης.

Σκοπός του σεναρίου αυτού είναι η μακροπρόθεσμη μελέτη της επίδρασης του παραθύρου μετάδοσης. Θεωρούνται διάνυσμα χρηστών  $(V, D) = (70, 40)$ , εκθετική κατανομή μεγέθους μηνύματος μέσης τιμής  $NRT_{size} = 1$  MB, μέγιστη ισχύς τερματικού  $S_{max} = 1$  W, μέγιστος αριθμός κωδικών τερματικού  $u = 5$  και διακυψελική παρεμβολή  $I_{inter} = X$  W όπου η παράμετρος  $X$  λαμβάνει τιμές εκατέρωθεν του κατωφλίου, δηλαδή 0.5 και 1.5. Το παράθυρο μετάδοσης  $TW$  μεταβάλλεται από 1 έως 5 με βήμα 1. Συγκρίνονται οι αλγόριθμοι MaxFair για  $I_{inter} = 1.5W$  και MaxRate για  $I_{inter} = 0.5W$ . Το κέρδος κάθε αλγόριθμου υπολογίζεται ως προς τον ίδιο αλγόριθμο για  $TW = 1$  (τιμή αναφοράς).

Το φορτίο πραγματικού χρόνου παραμένει ίσο με 700 νέες συνδέσεις/ώρα ή εναλλακτικά 35 Erlangs. Λόγω των βαρών προτεραιότητας στις συνδέσεις αυτές, παρατηρήθηκαν μηδενικές πιθανότητες απόρριψης νέας σύνδεσης, διακοπής μιας υπάρχουσας σύνδεσης και μηδενικό ποσοστό απώλειας πακέτων εξαιτίας λήξης χρόνου. Για τις NRT συνδέσεις, χρησιμοποιήθηκε ο κυκλικός (round-robin) αλγόριθμος χρονοπρογραμματισμού των πακέτων. Στις γραφικές παραστάσεις που ακολουθούν, οι τιμές των μεγεθών που απεικονίζονται προέκυψαν από την μέση τιμή των αντίστοιχων μεγεθών όλων των ροών.



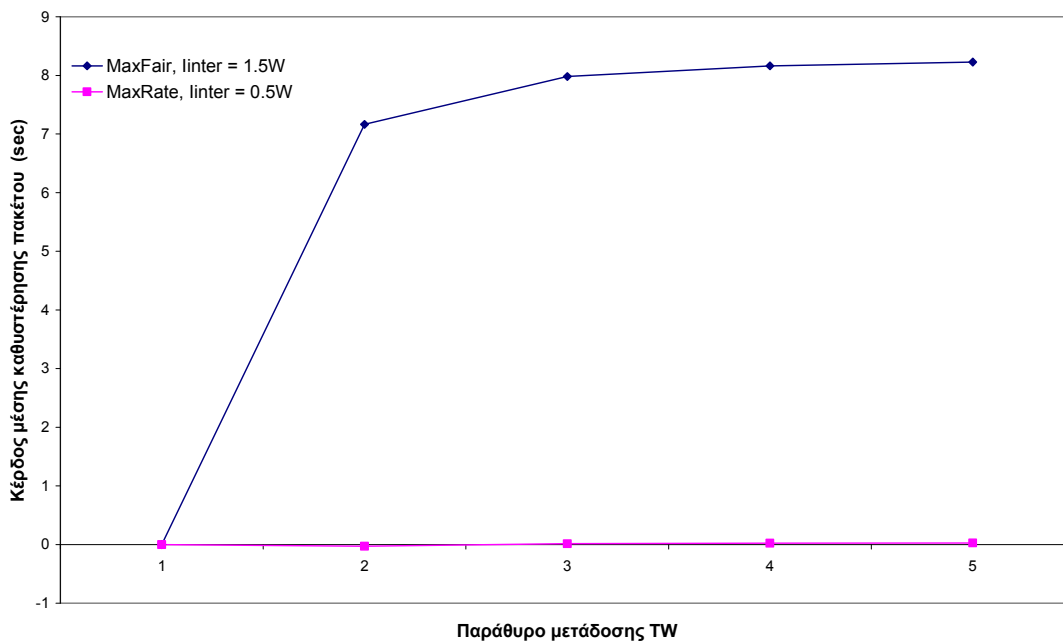
**Εικόνα 62:** Γραφική απεικόνιση του κέρδους των αλγορίθμων MaxFair για  $I_{inter} = 1.5W$  και MaxRate για  $I_{inter} = 0.5W$  σε sec στην μέση καθυστέρηση μετάδοσης μηνύματος ανά αυξανόμενο παράθυρο μετάδοσης. Το κέρδος υπολογίζεται για κάθε αλγόριθμο συγκριτικά με το αποτέλεσμα του ίδιου όταν  $TW = 1$  (τιμή αναφοράς).



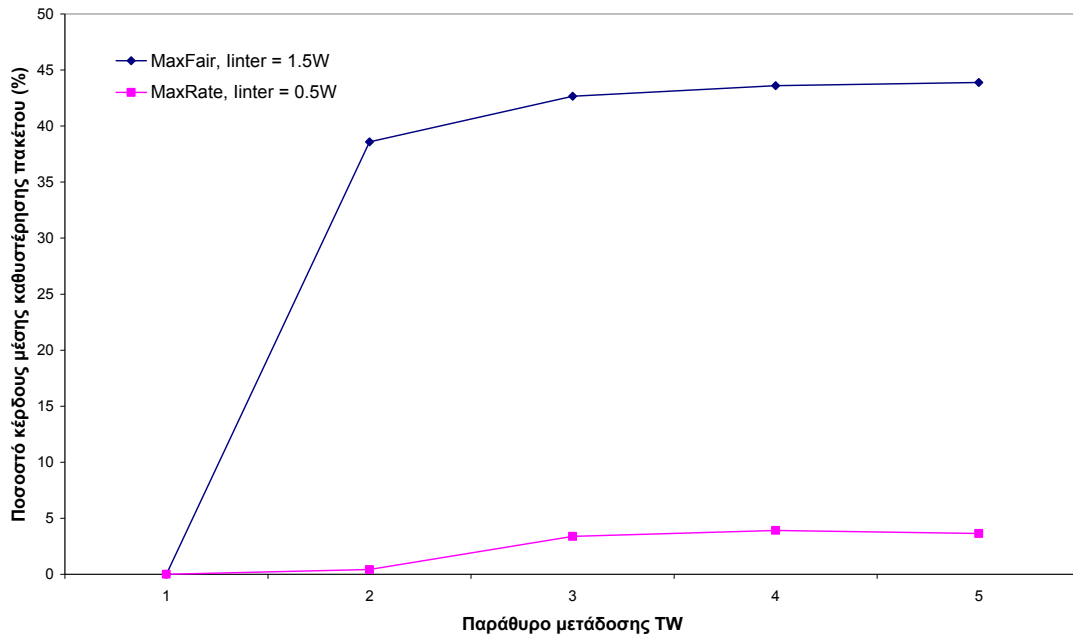
**Εικόνα 63:** Γραφική απεικόνιση του ποσοστού κέρδους των αλγορίθμων MaxFair για  $I_{inter} = 1.5W$  και MaxRate για  $I_{inter} = 0.5W$  στην μέση καθυστέρηση μετάδοσης μηνύματος ανά αυξανόμενο παράθυρο μετάδοσης. Το κέρδος υπολογίζεται για κάθε αλγόριθμο συγκριτικά με το αποτέλεσμα του ίδιου όταν  $TW = 1$  (τιμή αναφοράς).

Αρχικά, στην Εικόνα 62 και στην Εικόνα 63 παρουσιάζονται το κέρδος και το ποσοστό κέρδους, με τιμή αναφοράς όταν  $TW = 1$ , των αλγορίθμων MaxFair για  $I_{inter} = 1.5W$  και MaxRate για  $I_{inter} = 0.5W$  στην μέση καθυστέρηση μετάδοσης μηνύματος. Παρατηρείται πως ο MaxFair για  $I_{inter} = 1.5W$  αυξάνει το κέρδος του (σε τιμή και ποσοστό) όσο μεγαλώνει το παράθυρο μετάδοσης και το οποίο σχεδόν σταθεροποιείται μετά από κάποια τιμή ( $TW = 4$ ). Ο MaxRate για  $I_{inter} = 0.5W$  ελάχιστα επηρεάζεται έως καθόλου. Τα αποτελέσματα αυτά έρχονται σε συμφωνία με την βραχυπρόθεσμη μελέτη στην 6.1 (Πίνακας 4).

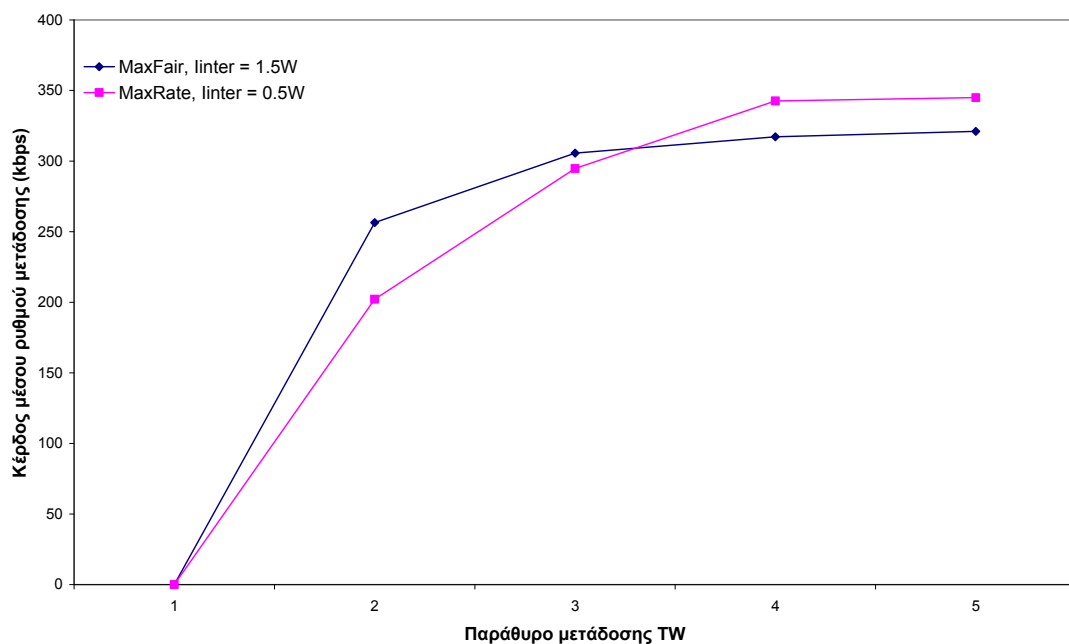
Στην Εικόνα 64 και στην Εικόνα 65 απεικονίζονται το κέρδος και το ποσοστό κέρδους, με τιμή αναφοράς όταν  $TW = 1$ , των αλγορίθμων MaxFair για  $I_{inter} = 1.5W$  και MaxRate για  $I_{inter} = 0.5W$  στην μέση καθυστέρηση πακέτου. Προκύπτουν παρόμοια συμπεράσματα με την μέση καθυστέρηση μετάδοσης μηνύματος.



**Εικόνα 64:** Γραφική απεικόνιση του κέρδους των αλγορίθμων MaxFair για  $I_{inter} = 1.5W$  και MaxRate για  $I_{inter} = 0.5W$  σε sec στην μέση καθυστέρηση πακέτου ανά αυξανόμενο παράθυρο μετάδοσης. Το κέρδος υπολογίζεται για κάθε αλγόριθμο συγκριτικά με το αποτέλεσμα του ίδιου όταν  $TW = 1$  (τιμή αναφοράς).

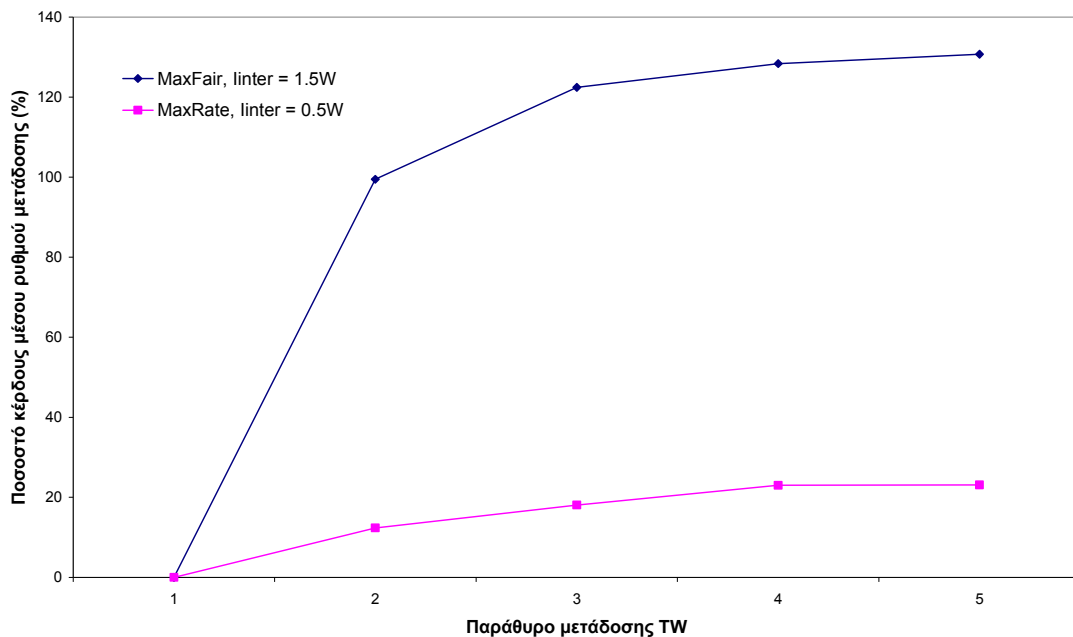


**Εικόνα 65:** Γραφική απεικόνιση του ποσοστού κέρδους των αλγορίθμων MaxFair για  $I_{inter} = 1.5W$  και MaxRate για  $I_{inter} = 0.5W$  στην μέση καθυστέρηση πακέτου ανά αυξανόμενο παράθυρο μετάδοσης. Το κέρδος υπολογίζεται για κάθε αλγόριθμο συγκριτικά με το αποτέλεσμα του ίδιου όταν  $TW = 1$  (τιμή αναφοράς).



**Εικόνα 66:** Γραφική απεικόνιση του κέρδους των αλγορίθμων MaxFair για  $I_{inter} = 1.5W$  και MaxRate για  $I_{inter} = 0.5W$  σε kbps στον μέσο ρυθμό μετάδοσης ανά αυξανόμενο παράθυρο μετάδοσης. Το κέρδος υπολογίζεται για κάθε αλγόριθμο συγκριτικά με το αποτέλεσμα του ίδιου όταν  $TW = 1$  (τιμή αναφοράς).

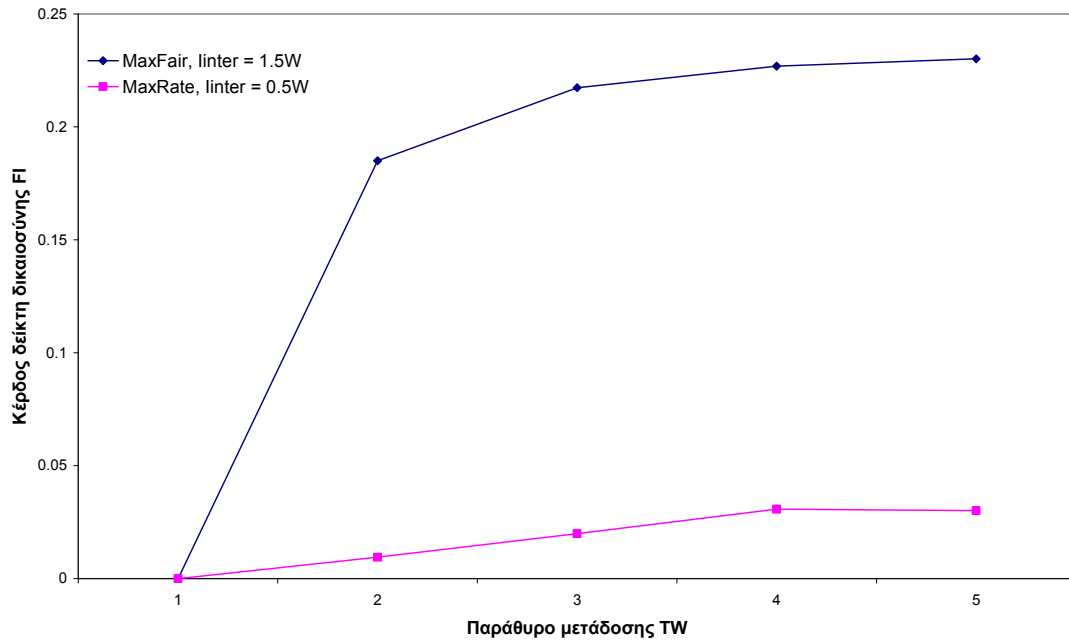
Η Εικόνα 66 και η Εικόνα 67 δείχνουν το κέρδος και το ποσοστό κέρδους, με τιμή αναφοράς όταν  $TW = 1$ , των αλγορίθμων MaxFair για  $I_{inter} = 1.5W$  και MaxRate για  $I_{inter} = 0.5W$  στον μέσο ρυθμό μετάδοσης. Προκύπτουν ίδια συμπεράσματα όπως και πριν, με την διαφορά ότι το κέρδος για τον MaxRate όταν  $I_{inter} = 0.5W$  δεν είναι αμελητέο. Φυσικά, το κέρδος αυτό δεν είναι ιδιαίτερα σημαντικό, δεδομένου ότι οι ρυθμοί μετάδοσης σε χαμηλές παρεμβολές είναι υψηλοί.



**Εικόνα 67:** Γραφική απεικόνιση του ποσοστού κέρδους των αλγορίθμων MaxFair για  $I_{inter} = 1.5W$  και MaxRate για  $I_{inter} = 0.5W$  στον μέσο ρυθμό μετάδοσης ανά αυξανόμενο παράθυρο μετάδοσης. Το κέρδος υπολογίζεται για κάθε αλγόριθμο συγκριτικά με το αποτέλεσμα του ίδιου όταν  $TW = 1$  (τιμή αναφοράς).

Στην Εικόνα 68 απεικονίζεται το κέρδος, με τιμή αναφοράς όταν  $TW = 1$ , των αλγορίθμων MaxFair για  $I_{inter} = 1.5W$  και MaxRate για  $I_{inter} = 0.5W$  στον δείκτη δικαιοσύνης. Προκύπτουν ίδια συμπεράσματα όπως και στην μέση καθυστέρηση μετάδοσης μηνύματος.





**Εικόνα 68:** Γραφική απεικόνιση του κέρδους των αλγορίθμων MaxFair για  $I_{inter} = 1.5W$  και MaxRate για  $I_{inter} = 0.5W$  στον δείκτη δικαιοσύνης ανά αυξανόμενο παράθυρο μετάδοσης. Το κέρδος υπολογίζεται για κάθε αλγόριθμο συγκριτικά με το αποτέλεσμα του ίδιου όταν  $TW = 1$  (τιμή αναφοράς).

Συνοψίζοντας, ο MaxFair για  $I_{inter} = 1.5W$  βελτιώνεται με την αύξηση του παραθύρου μετάδοσης, ενώ ο MaxRate για  $I_{inter} = 0.5W$  δεν επηρεάζεται ιδιαίτερα. Είναι σημαντικό να αναφερθεί, πως εξετάζοντας για τον MaxFair την κατανομή των ροών ως προς το κέρδος ή τη ζημία που υφίστανται, προέκυψαν 212 ροές με κέρδος, 0 με ζημία και 17 αμετάβλητες συγκρίνοντας τα αποτελέσματα στην μέση καθυστέρηση μετάδοσης για  $TW = 1$  και  $TW = 2$ . Περαιτέρω αύξηση του παραθύρου μετάδοσης δεν οδήγησε σε επιπλέον ροές με κέρδος, παρόλο που παρουσιάζεται βελτίωση στα μεγέθη που εξετάστηκαν. Ωφελήθηκαν, δηλαδή, σε μεγαλύτερο βαθμό οι αρχικές 212 ροές.

### 6.2.7 Ζ' σενάριο προσομοίωσης – Μελέτη επίδρασης αλγορίθμου χρονοπρογραμματισμού πακέτων

Στο πρώτο σενάριο (6.2.1), εξετάστηκε η επίδραση της διακυψελικής παρεμβολής στην σύγκριση μεταξύ του σύμφωνου με την βιβλιογραφία αλγορίθμου μεγίστου ρυθμού (ή μεγίστης ισχύος) MaxRate και του αλγορίθμου μεγίστης δικαιοσύνης MaxFair σε δύο αλγορίθμους χρονοπρογραμματισμού πακέτων, δηλαδή τον κυκλικό (round-robin) και τον πρώτο εντός πρώτο εκτός (fifo). Διαπιστώθηκε ότι τα συμπεράσματα που προέκυψαν ήταν ανεξάρτητα από τον επιλεγόμενο αλγόριθμο χρονοπρογραμματισμού.

Στο σενάριο αυτό, διευρύνουμε την μελέτη σε έναν επιπλέον αλγόριθμο χρονοπρογραμματισμού πακέτων (5.2.2). Θα συγκριθούν, λοιπόν, τρεις αλγόριθμοι χρονοπρογραμματισμού πακέτων των ροών δεδομένων, ο κυκλικός (round-robin) που έχει χρησιμοποιηθεί και στα σενάρια Β'-ΣΤ', ο πρώτος εντός πρώτος εκτός (fifo) και τα βάρη προτεραιότητας. Θεωρούνται διάνυσμα χρηστών  $(V, D) = (70, 30)$ , εκθετική κατανομή μεγέθους μηνύματος μέσης τιμής  $NRT_{size} = 1$  MB, μέγιστη ισχύς τερματικού  $S_{max} = 1$  W, μέγιστος αριθμός κωδικών τερματικού  $u = 5$  και διακυψελική παρεμβολή  $I_{inter} = X$  W όπου η παράμετρος  $X$  λαμβάνει τιμές εκατέρωθεν του κατωφλίου, δηλαδή 0.5 και 1.5. Το παράθυρο μετάδοσης  $TW$  τίθεται ίσο με 2.

Το φορτίο πραγματικού χρόνου παραμένει ίσο με 700 νέες συνδέσεις/ώρα ή εναλλακτικά 35 Erlangs. Λόγω των βαρών προτεραιότητας στις συνδέσεις αυτές, παρατηρήθηκαν μηδενικές πιθανότητες απόρριψης νέας σύνδεσης, διακοπής μιας υπάρχουσας σύνδεσης και μηδενικό ποσοστό απώλειας πακέτων εξαιτίας λήξης χρόνου. Στους πίνακες που ακολουθούν, οι τιμές των μεγεθών που απεικονίζονται προέκυψαν από την μέση τιμή των αντίστοιχων μεγεθών όλων των ροών.

Ο Πίνακας 8 και ο Πίνακας 9 συνοψίζουν την σύγκριση μεταξύ των τριών αλγορίθμων χρονοπρογραμματισμού πακέτων για  $I_{inter} = 1.5W$  και  $I_{inter} = 0.5W$  αντίστοιχα. Τα μεγέθη που περιλαμβάνονται στον πίνακα αφορούν τις ροές δεδομένων και είναι τα κέρδη του MaxFair έναντι του MaxRate σε μέση καθυστέρηση μετάδοσης μηνύματος, μέση καθυστέρηση πακέτου, μέσο ρυθμό

μετάδοσης, τα αντίστοιχα ποσοστά κερδών των μεγεθών αυτών, το κέρδος σε δείκτη δικαιοσύνης, καθώς και η συσχέτιση ροών με κέρδος, ζημία, αμετάβλητων ροών.

**Πίνακας 8:** Σύγκριση αλγορίθμων χρονοπρογραμματισμού πακέτων για  $I_{inter} = 1.5W$ .

Αλγόριθμος	<i>Round-Robin</i>	<i>Fifo</i>	<i>Βάρη Προτεραιότητας</i>
Κέρδος σε μέση καθυστέρηση μηνύματος (sec)	3.3737	2.7568	12.2780
Ποσοστό κέρδους σε καθυστέρηση μηνύματος (%)	8.6646	13.4235	30.0461
Κέρδος σε μέση καθυστέρηση πακέτου (sec)	1.8543	3.6635	2.4267
Ποσοστό κέρδους σε μέση καθυστέρηση πακέτου (%)	8.227	22.3785	19.5394
Κέρδος σε μέσο ρυθμό μετάδοσης (kbps)	64.3607	87.1392	206.6439
Ποσοστό κέρδους σε μέσο ρυθμό μετάδοσης (%)	35.2308	121.7148	295.8711
Κέρδος σε δείκτη δικαιοσύνης	0.0941	0.115	0.1656
Συσχέτιση ροών (Κέρδος-ζημία-αμετάβλητες)	81-32-43	77-36-43	113-0-43

Όπως παρατηρείται, ο MaxFair υπερέχει άνω του κατωφλίου (Πίνακας 8), ενώ ο MaxRate υπερτερεί για την κάτω κατωφλίου τιμή (Πίνακας 9), ανεξαρτήτως αλγορίθμου χρονοπρογραμματισμού πακέτων. Αξιοσημείωτο γεγονός είναι, επίσης, το μεγάλο κέρδος και ποσοστό κέρδους του MaxFair έναντι του MaxRate σε όλα τα μεγέθη για  $I_{inter} = 1.5W$  στα βάρη προτεραιότητας, με όλες τις ροές που μεταβάλλονται να παρουσιάζουν βελτίωση.

**Πίνακας 9:** Σύγκριση αλγορίθμων χρονοπρογραμματισμού πακέτων για  $I_{inter} = 0.5W$ .

Αλγόριθμος	<i>Round-Robin</i>	<i>Fifo</i>	<i>Βάρη Προτεραιότητας</i>
Κέρδος σε καθυστέρηση μηνύματος (sec)	-0.8768	-0.9691	-1.2220
Ποσοστό κέρδους σε καθυστέρηση μηνύματος (%)	-28.7183	-26.035	-23.2222

Αλγόριθμος	<i>Round-Robin</i>	<i>Fifo</i>	<i>Βάρη Προτεραιότητας</i>
Κέρδος σε μέση καθυστέρηση πακέτου (sec)	-0.4142	-0.4678	-0.4746
Ποσοστό κέρδους σε μέση καθυστέρηση πακέτου (%)	-29.3286	-27.093	-20.2835
Κέρδος σε μέσο ρυθμό μετάδοσης (kbps)	-304.6979	-309.8275	-141.2972
Ποσοστό κέρδους σε μέσο ρυθμό μετάδοσης (%)	-7.1312	-2.015	2.9982
Κέρδος σε δείκτη δικαιοσύνης	-0.0524	-0.0464	-0.0319
Συσχέτιση ροών (Κέρδος-ζημία-αμετάβλητες)	7-44-105	5-46-105	8-43-105

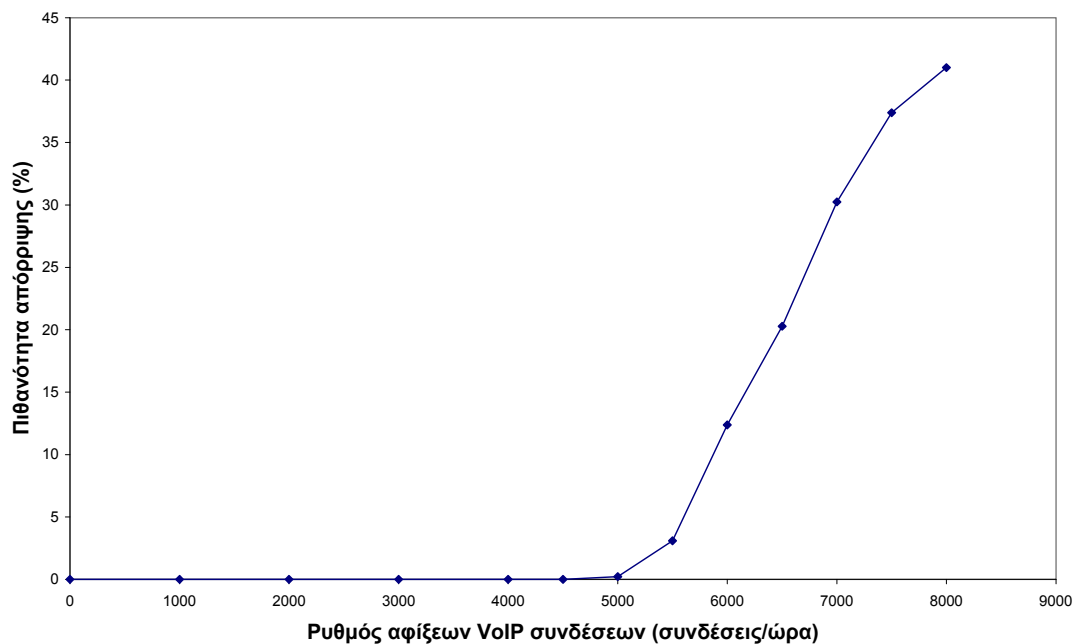
### 6.2.8 Η' σενάριο προσομοίωσης – Μελέτη επίδρασης φορτίου πραγματικού χρόνου

Μέχρι στιγμής τα σενάρια Α'-Ζ' έχουν ασχοληθεί με τις ροές δεδομένων. Επιλέχθηκε ένα υψηλό σε σχέση με την βιβλιογραφία ([3], [11], [26]) φορτίο πραγματικού χρόνου ίσο με 700 νέες συνδέσεις/ώρα ή εναλλακτικά 35 Erlangs. Λόγω των βαρών προτεραιότητας στις συνδέσεις αυτές, παρατηρήθηκαν μηδενικές πιθανότητες απόρριψης νέας σύνδεσης, διακοπής μιας υπάρχουσας σύνδεσης και μηδενικό ποσοστό απώλειας πακέτων εξαιτίας λήξης χρόνου. Το μετρούμενο πρακτικά φορτίο πραγματικού χρόνου έφτασε σε 742 νέες συνδέσεις/ώρα, ερχόμενο σε πλήρη συμφωνία με το θεωρητικά σχεδιασμένο των 700 νέων συνδέσεων/ώρα.

Στο σενάριο αυτό, θα μελετηθεί η επίδραση της αύξησης του φορτίου πραγματικού χρόνου (VoIP συνδέσεις) στο σχήμα με τα βάρη προτεραιότητας ώστε να αξιολογηθεί πλήρως η αποτελεσματικότητά του. Έχει σημειωθεί (1.2 και 5.2.1) πως στο προτεινόμενο σχήμα δεν εφαρμόζεται έλεγχος αποδοχής σύνδεσης, αλλά εναπόκειται στο σχήμα προτεραιοτήτων να προστατέψει τις υπάρχουσες συνδέσεις από τις νέες. Επιλέγεται διακυψελική παρεμβολή  $I_{inter} = 0.1$  W, μέγιστη ισχύς τερματικού  $S_{max} = 1$  W, μέγιστος αριθμός κωδικών τερματικού  $u = 5$  και για λόγους ευκολίας, διάνυσμα χρηστών  $(V, D) = (X, 0)$ , όπου η παράμετρος X μεταβάλλεται από 0 έως 400 με βήμα 100 και από 400 έως 800 με βήμα 50. Πολλαπλασιάζοντας επί 10 (η τιμή 10

προκύπτει από τον υπολογισμό της έκφρασης  $60 / (RT_{off} + RT_{on})$ , όπου  $RT_{off} + RT_{on}$  είναι ο χρόνος μεταξύ διαδοχικών αφίξεων) τον αριθμό των χρηστών VoIP βρίσκεται ο αντίστοιχος ρυθμός αφίξεων VoIP συνδέσεων σε συνδέσεις/ώρα.

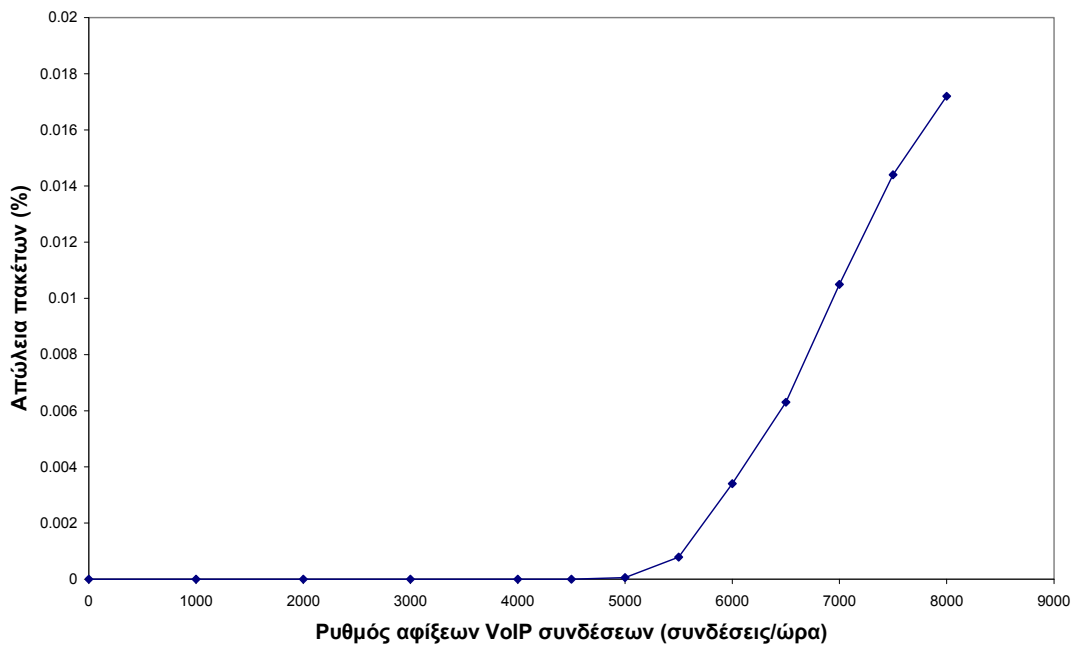
Στην Εικόνα 69 απεικονίζεται η πιθανότητα απόρριψης μιας νέας VoIP σύνδεσης. Μια νέα σύνδεση απορρίπτεται, εάν υπερβεί το μέγιστο επιτρεπτό ποσοστό χαμένων UDP πακέτων  $PL_{THR} = 1\%$  στα πακέτα που στέλνει για πρώτη φορά, λόγω της λήξης της μέγιστης επιτρεπτής καθυστέρησης  $D_{UDP} = 30$  msec. Παρατηρείται ότι η πιθανότητα απόρριψης είναι μηδενική για πολύ υψηλά φορτία μέχρι τις 4500 συνδέσεις/ώρα (225 Erlangs), ενώ αυξάνεται με μεγάλο ρυθμό μετά τις 6000 συνδέσεις/ώρα (300 Erlangs). Τα Erlangs βρίσκονται πολλαπλασιάζοντας τον αριθμό χρηστών με τον ρυθμό αφίξεων και την μέση διάρκεια σύνδεσης, δηλαδή τον αριθμό χρηστών με 0.5. Σημειώνεται πως τα φορτία αυτά είναι πολύ υψηλά σε σχέση με την βιβλιογραφία ([11], [26]). Η πιθανότητα διακοπής ήδη εγκατεστημένων συνδέσεων παραμένει μηδενική για όλα τα φορτία, καθώς το σχήμα με τα βάρη προτεραιότητας δίνει προτεραιότητα στις υπάρχουσες συνδέσεις έναντι των νέων.



**Εικόνα 69:** Γραφική απεικόνιση της πιθανότητας απόρριψης μιας νέας VoIP σύνδεσης ανά αυξανόμενο ρυθμό αφίξεων VoIP συνδέσεων.

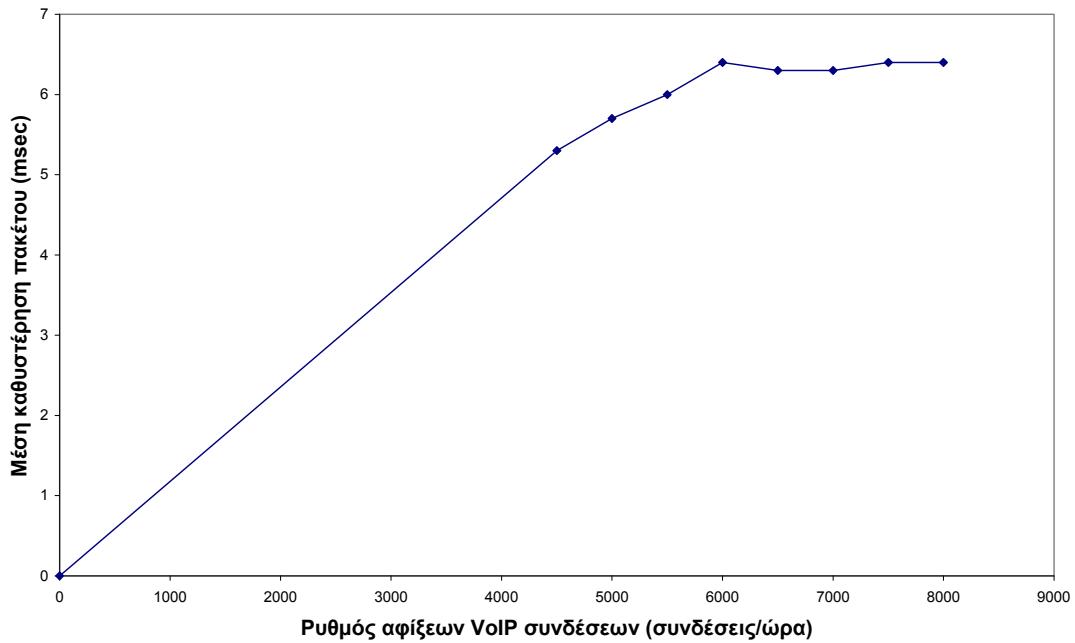
Στην Εικόνα 70 φαίνεται η απώλεια πακέτων των VoIP συνδέσεων λόγω λήξης της μέγιστης επιτρεπτής καθυστέρησης των UDP πακέτων. Η απώλεια πακέτων είναι

μηδενική μέχρι τις 4500 συνδέσεις/ώρα (225 Erlangs), ενώ αυξάνεται με μεγάλο ρυθμό μετά τις 6000 συνδέσεις/ώρα (300 Erlangs). Συγκριτικά, αναφέρεται πως στην [26] με χρήση ελέγχου αποδοχής σύνδεσης, η απώλεια πακέτων στις 900 συνδέσεις/ώρα είναι μεγαλύτερη από 1%, ενώ στο προτεινόμενο σχήμα είναι μηδενική.

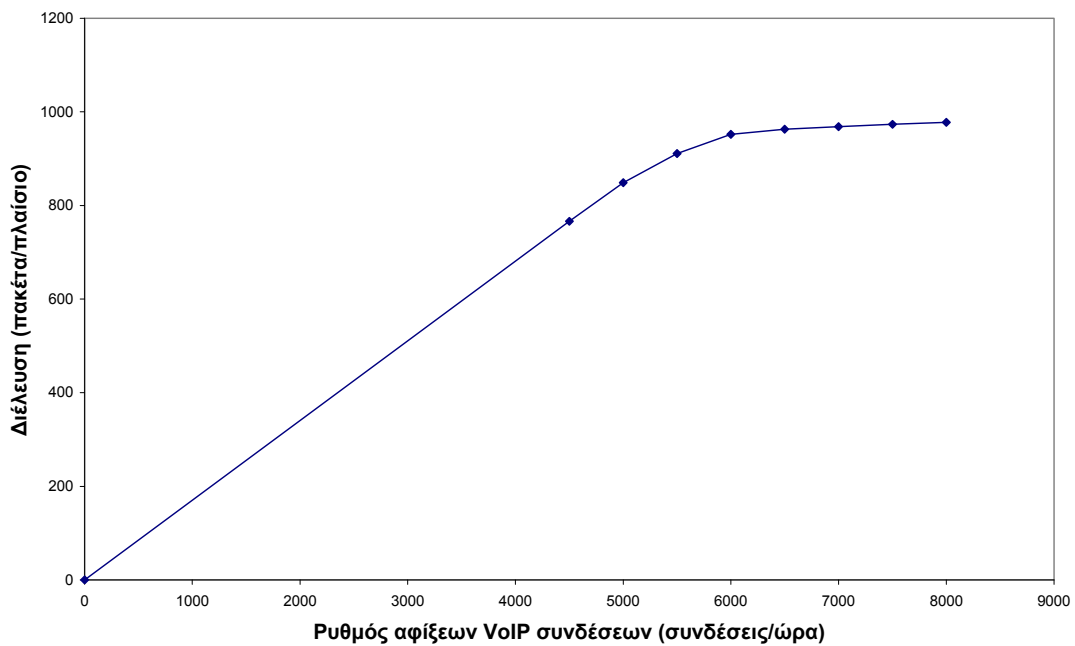


**Εικόνα 70:** Γραφική απεικόνιση της απώλειας πακέτων των VoIP συνδέσεων λόγω λήξης της μέγιστης επιτρεπτής καθυστέρησης των UDP πακέτων ανά αυξανόμενο ρυθμό αφίξεων VoIP συνδέσεων.

Η Εικόνα 71 δείχνει την μέση καθυστέρηση πακέτου των VoIP συνδέσεων. Η μέση καθυστέρηση πακέτου αυξάνει με μεγάλο ρυθμό μέχρι τις 6000 συνδέσεις/ώρα (300 Erlangs), όπου και σταθεροποιείται. Ομοίως, στην Εικόνα 72 παρουσιάζεται η διέλευση των VoIP συνδέσεων σε πακέτα/πλαίσιο και η οποία αυξάνεται επίσης με μεγάλο ρυθμό μέχρι τις 6000 συνδέσεις/ώρα (300 Erlangs), όπου και αρχίζει η σταθεροποίησή της.



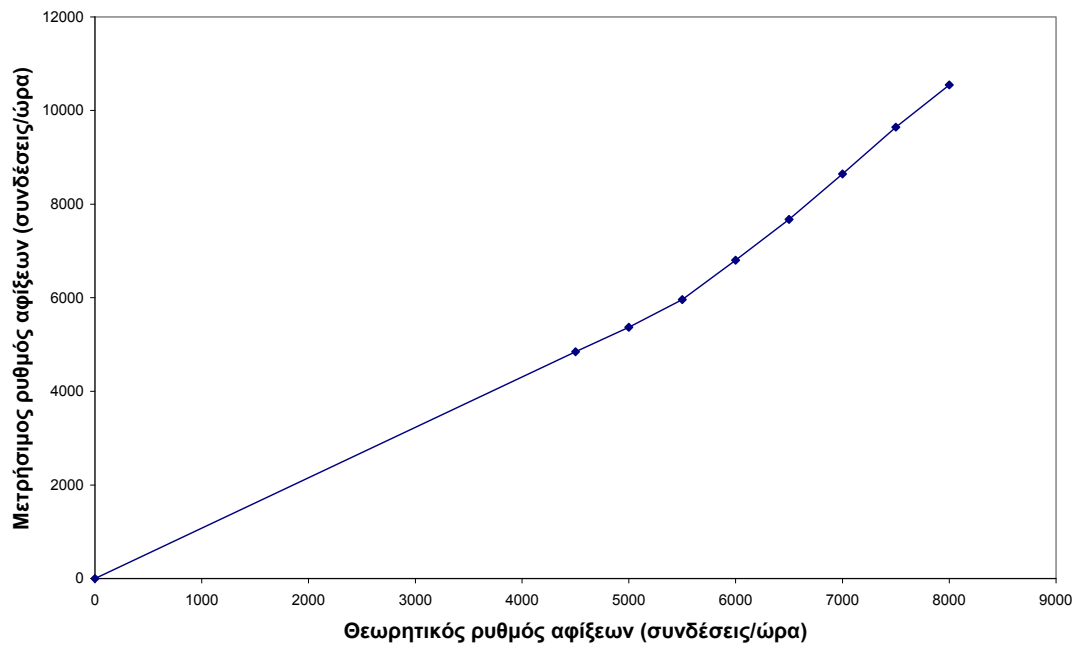
**Εικόνα 71:** Γραφική απεικόνιση της μέσης καθυστέρησης πακέτου των VoIP συνδέσεων σε msec ανά αυξανόμενο ρυθμό αφίξεων VoIP συνδέσεων.



**Εικόνα 72:** Γραφική απεικόνιση της διέλευσης των VoIP συνδέσεων σε πακέτα/πλαίσιο ανά αυξανόμενο ρυθμό αφίξεων VoIP συνδέσεων.

Τέλος, για την αποτίμηση της ορθότητας του σχεδιασμού της μοντελοποίησης κίνησης, παρουσιάζεται η Εικόνα 73 όπου φαίνεται ο μετρήσιμος στην πράξη ρυθμός αφίξεων VoIP συνδέσεων έναντι του θεωρητικά αναμενόμενου. Παρατηρείται ότι η

ευθεία προσεγγίζει την  $y = x$ , και επομένως η μοντελοποίηση κίνησης επιτυγχάνει τον στόχο της.



**Εικόνα 73:** Γραφική απεικόνιση του μετρήσιμου ρυθμού αφίξεων σε συνδέσεις/ώρα ανά αυξανόμενο θεωρητικό ρυθμό αφίξεων VoIP συνδέσεων.



## 7 ΣΥΜΠΕΡΑΣΜΑΤΑ

Κάποιες από τις σημαντικότερες καινοτομίες του προτεινόμενου πρωτοκόλλου MAC είναι οι εξής:

- Πρόκειται για ένα υβριδικό μοντέλο, που συνδυάζει MC-CDMA και VSG-CDMA μετάδοση και παρέχει μεγαλύτερη ευελιξία.
- Η ανάλυση, σε επίπεδο ισχύος και ρυθμού μετάδοσης, γίνεται ανά κινητό τερματικό και όχι ανά κωδικό. Στην περίπτωση αυτή, ο σταθμός βάσης δύναται να επιστρέψει στο τερματικό πληροφορία για την συνολική ισχύ μετάδοσης και τον συνολικό ρυθμό μετάδοσης. Το τερματικό είναι τότε ελεύθερο να αποφασίσει πόσους και ποιους ορθογώνιους κωδικούς θα χρησιμοποιήσει, χωρίς την ανάμειξη του σταθμού βάσης, εφόσον όμως δύναται να ενημερώσει μέσω της σηματοδοσίας στην ζεύξη ανόδου τον σταθμό βάσης σχετικά με τους επιλεγόμενους κωδικούς. Μεγάλο πλεονέκτημα της θεώρησης αυτής αποτελεί η κατανεμημένη αντιμετώπιση των προβλημάτων των OVSF δέντρων των τερματικών από τα ίδια και η μείωση της πολυπλοκότητας του σταθμού βάσης.
- Επίλυση του προβλήματος της κβαντικοποίησης (διακριτές στάθμες) των διαθέσιμων ρυθμών μετάδοσης στο υβριδικό μοντέλο μέσω αναλυτικής σχέσης. Ακόμα και σε απλά VSG-CDMA συστήματα στην βιβλιογραφία, οι ρυθμοί μετάδοσης θεωρούνται καταχρηστικά πραγματικοί αριθμοί ή στρογγυλοποιούνται στην πλησιέστερη στάθμη ή στην καλύτερη των περιπτώσεων εφαρμόζεται ένας διαδοχικός έλεγχος όλων των πιθανών διανυσμάτων των διαθέσιμων ρυθμών. Η επίλυση που προτείνεται στην διατριβή είναι γρήγορη, απλή και ακριβής.
- Μελετώνται τρία κριτήρια βελτιστοποίησης. Η ελαχιστοποίηση της συνολικά λαμβανόμενης ισχύος (1<sup>ο</sup> κριτήριο) δίνει την συνθήκη για την εφικτότητα της κατανομής των πόρων δεδομένων των περιορισμών, η οποία συνθήκη χρησιμοποιείται από τον ελεγκτή πόρων για τον έλεγχο της χωρητικότητας της χρονοσχισμής. Η μεγιστοποίηση της διέλευσης (2<sup>ο</sup> κριτήριο) είναι ο γνωστός αλγόριθμος ανάθεσης πόρων, αλλά προσαρμοσμένος στην κατηγοριοποίηση των υπηρεσιών και την

κβαντικοποίηση των ρυθμών του προτεινόμενου πρωτοκόλλου. Η μεγιστοποίηση της κανονικοποιημένης διέλευσης (3<sup>ο</sup> κριτήριο) προσφέρει έναν εναλλακτικό αλγόριθμο ανάθεσης πόρων με υψηλή δικαιοσύνη και ικανοποιητικά υψηλή διέλευση στην χρονοσχισμή.

- Για την επίλυση των προβλημάτων βελτιστοποίησης του 2<sup>ου</sup> και 3<sup>ου</sup> κριτηρίου (μεγιστοποίηση διέλευσης και κανονικοποιημένης διέλευσης), χρησιμοποιείται έτοιμη συνάρτηση (patternsearch) του MATLAB Genetic Algorithm and Direct Search Toolbox, που ελαχιστοποιεί την πιθανότητα κάποιου προγραμματιστικού λάθους. Η ανάλυση σε επίπεδο ισχύος ανά κινητό τερματικό και όχι ανά κωδικό διευκολύνει στην επίλυση.
- Εναλλακτικά, για την επίλυση των προβλημάτων μεγιστοποίησης διέλευσης και κανονικοποιημένης διέλευσης, προτείνονται δύο ευρετικοί αλγόριθμοι (μεγίστου ρυθμού ή μεγίστης ισχύος και μεγίστης δικαιοσύνης), που δίνουν σε κάθε περίπτωση ακριβή αποτελέσματα, με γρήγορο και απλό τρόπο. Μπορεί να αποφευχθεί, δηλαδή, η χρησιμοποίηση αλγορίθμων βελτιστοποίησης, που σε δύσκολα, μη γραμμικά, διακριτά προβλήματα, όπως εκείνα του προτεινόμενου πρωτοκόλλου, μπορεί είτε να μην εξασφαλίζουν πάντα την σύγκλιση στο ολικό βέλτιστο σημείο είτε να απαιτούν πολλές επαναλήψεις και αρκετό χρόνο.
- Το σχήμα προτεραιοτήτων που προτείνεται χρησιμοποιεί δύο ουρές, την εγγυημένη ουρά για υπηρεσίες πραγματικού χρόνου και την ουρά βέλτιστης προσπάθειας για υπηρεσίες μη πραγματικού χρόνου. Η προτεραιότητα που δίνεται στην εγγυημένη ουρά μειώνει την καθυστέρηση πακέτου και το ποσοστό απώλειας πακέτων για τις αντίστοιχες υπηρεσίες, που είναι ευαίσθητες στα μεγέθη αυτά. Προτείνεται, επίσης, η χρήση ειδικά διαμορφωμένων βαρών προτεραιότητας, που εξαρτώνται από μεγέθη που καθορίζουν την ποιότητα υπηρεσίας (καθυστέρηση, μέγεθος δέσμης πακέτων), για την ταξινόμηση εντός των ουρών. Η παράμετρος  $g$  στα βάρη δίνει μεγάλη ευελιξία και μπορεί να χρησιμοποιηθεί εξίσου για να ορίζει προτεραιότητες μεταξύ διαφορετικών υπηρεσιών και μεταξύ διαφορετικών χρηστών της ίδιας υπηρεσίας.
- Απουσία ελέγχου αποδοχής σύνδεσης (CAC). Στο προτεινόμενο πρωτόκολλο, όπου η εγγυημένη ουρά έχει προτεραιότητα έναντι της ουράς

βέλτιστης προσπάθειας, ο έλεγχος αποδοχής θα εφαρμοζόταν στις συνδέσεις υπηρεσιών πραγματικού χρόνου, διότι οι λοιπές υπηρεσίες μοιράζονται πάντα τυχόν υπολειπόμενους πόρους. Η απουσία ελέγχου αποδοχής έγκειται στο γεγονός ότι εναπόκειται στο σχήμα προτεραιοτήτων να προστατέψει τις υπάρχουσες ροές πραγματικού χρόνου από τις νέες, μέσω κατάλληλης επιλογής της παραμέτρου  $g$  στα βάρη προτεραιότητας, ώστε οι αιτήσεις των νέων συνδέσεων να ωθούνται στο τέλος της εγγυημένης ουράς. Απαραίτητη προϋπόθεση αποτελεί η ταξινόμηση της εγγυημένης ουράς με βάρη προτεραιότητας.

- Ενώ η ταξινόμηση της εγγυημένης ουράς γίνεται αποκλειστικά με βάρη προτεραιότητας λόγω απουσίας CAC, μπορούν να χρησιμοποιηθούν εναλλακτικά γνωστοί αλγόριθμοι (fifo, round robin κτλ.) για την ταξινόμηση της ουράς βέλτιστης προσπάθειας.
- Το παράθυρο μετάδοσης περιορίζει τον αριθμό των ροών μη πραγματικού χρόνου που μεταδίδουν, ώστε να μην κατακερματίζονται οι υπολειπόμενοι πόροι σε πολλούς ανταγωνιστές χρήστες. Η διαδικασία αυτή οδηγεί σε μείωση της παρεμβολής, αύξηση της διέλευσης (σε ορισμένες περιπτώσεις) και σε αποδοτική χρησιμοποίηση των πόρων του συστήματος.
- Δυνατότητα ύπαρξης δικαιοσύνης σε επίπεδο χρονοσχισμής (βραχυπρόθεσμη), μέσω της μεγιστοποίησης της κανονικοποιημένης διέλευσης, και σε επίπεδο παισιών (μακροπρόθεσμη), μέσω του χρονοπρογραμματισμού των ροών και του σχήματος προτεραιοτήτων.
- Όλοι οι αλγόριθμοι αποτελούν μέρη μιας κοινής οντότητας, του χρονοπρογραμματιστή της ζεύξης ανόδου, που παρουσιάζεται στην Εικόνα 10.
- Το προτεινόμενο πρωτόκολλο εξασφαλίζει την ποιότητα υπηρεσίας, QoS, σε τρία επίπεδα. Σε επίπεδο bit, κάθε υπηρεσία λαμβάνει την αιτούμενη ακρίβεια στην μετάδοση των δεδομένων (μέσω ενός αποδεκτού BER ή  $E_b/N_0$ ). Σε επίπεδο πακέτου, εξασφαλίζονται οι απαιτήσεις σε καθυστέρηση, jitter, διέλευση και δικαιοσύνη με την συνεργασία των αλγορίθμων του χρονοπρογραμματιστή. Σε επίπεδο σύνδεσης, το σχήμα προτεραιοτήτων εγγυάται μια μικρή πιθανότητα απόρριψης νέων συνδέσεων

και μια μικρότερη πιθανότητα διακοπής μιας υπάρχουσας σύνδεσης για τις υπηρεσίες πραγματικού χρόνου.

Τα σημαντικότερα συμπεράσματα, που προέκυψαν από τις προσομοιώσεις του προτεινόμενου πρωτοκόλλου, είναι τα εξής:

- Πλήρης συμφωνία αποτελεσμάτων μεταξύ του αλγορίθμου βελτιστοποίησης patternsearch και των ευρετικών αλγορίθμων μεγίστου ρυθμού (μεγίστης ισχύος) MaxRate και μεγίστης δικαιοσύνης MaxFair.
- Ο αλγόριθμος MaxRate δίνει στην χρονοσχισμή υψηλότερη διέλευση από την MC και VSG μετάδοση, αλλά οδηγεί σε άδικες κατανομές και πολύ χαμηλούς δείκτες δικαιοσύνης.
- Ο αλγόριθμος MaxFair δίνει στην χρονοσχισμή δίκαιες κατανομές, που προσεγγίζουν την πλήρη δικαιοσύνη.
- Η διέλευση στην χρονοσχισμή αυξάνει για τους αλγόριθμους MaxRate και MaxFair με την αύξηση του μεγίστου αριθμού κωδικών του τερματικού.
- Υπάρχει ένα κατώφλι παρεμβολής, πέραν του οποίου ο αλγόριθμος MaxFair υπερτερεί του MaxRate σε διέλευση στην χρονοσχισμή. Αυτό αντιβαίνει με τα έως τώρα ισχύοντα στην βιβλιογραφία, σύμφωνα με τα οποία η μεγιστοποίηση της διέλευσης επιτυγχάνεται με την χρήση μεγίστου ρυθμού ή μεγίστης ισχύος (στρατηγική bang-bang).
- Η χρήση μεγίστου ρυθμού συνεπάγεται χρήση μεγίστης ισχύος και αντίστροφα.
- Το κατώφλι ισούται με  $I_{inter} = S_{max} - N_0W$ , όπου  $I_{inter}$  η διακυψελική παρεμβολή,  $S_{max}$  η μεγαλύτερη από όλα τα τερματικά μέγιστη ισχύς,  $N_0$  η φασματική πυκνότητα θορύβου και  $W$  το εύρος ζώνης. Η αιτιολόγηση αποδεικνύεται στην παράγραφο 4.5.2.4.
- Εάν αυξηθεί το παράθυρο μετάδοσης, μειώνεται ο δείκτης δικαιοσύνης στον MaxRate και η διέλευση στον MaxFair στην χρονοσχισμή για παρεμβολές κάτω του κατωφλίου.
- Αξιοσημείωτη είναι η αύξηση της διέλευσης στην χρονοσχισμή στον MaxFair με την αύξηση του παραθύρου μετάδοσης για παρεμβολές άνω του κατωφλίου.
- Υπεροχή του MaxFair έναντι του MaxRate στην μέση καθυστέρηση μετάδοσης μηνύματος, στην μέση καθυστέρηση πακέτου, στον μέσο ρυθμό

μετάδοσης και στον δείκτη δικαιοσύνης για τιμές παρεμβολής άνω του κατώφλιου. Η υπεροχή αυτή αυξάνεται με την αύξηση της διακυψελικής παρεμβολής. Πριν το κατώφλι, υπερτερεί ο αλγόριθμος MaxRate.

- Αξιοσημείωτη είναι η διατήρηση του δείκτη δικαιοσύνης σε υψηλά επίπεδα στον MaxFair ανεξαρτήτως διακυψελικής παρεμβολής, ενώ ο δείκτης δικαιοσύνης για τον MaxRate μειώνεται σταδιακά με την αύξηση της διακυψελικής παρεμβολής.
- Επιβεβαίωση της υπεροχής του MaxRate πριν το κατώφλι και του MaxFair μετά το κατώφλι για την μέση καθυστέρηση μετάδοσης μηνύματος, την μέση καθυστέρηση πακέτου και τον μέσο ρυθμό μετάδοσης ανά ροή/μήνυμα.
- Επιβεβαίωση ορθότητας του ορισμού κατώφλιου με μεταβολή της παραμέτρου  $S_{\max}$  και μετρήσεις στην μέση καθυστέρηση μετάδοσης μηνύματος, στην μέση καθυστέρηση πακέτου, στον μέσο ρυθμό μετάδοσης και στον δείκτη δικαιοσύνης.
- Η αύξηση του μεγίστου αριθμού κωδικών του τερματικού αυξάνει την υπεροχή του MaxFair μετά το κατώφλι και μειώνει την υπεροχή του MaxRate πριν το κατώφλι για την μέση καθυστέρηση μετάδοσης μηνύματος, την μέση καθυστέρηση πακέτου, τον μέσο ρυθμό μετάδοσης και τον δείκτη δικαιοσύνης. Αυτό συμβαίνει μέχρι κάποια τιμή του μεγίστου αριθμού κωδικών, πέραν της οποίας έρχεται σχεδόν σταθεροποίηση.
- Η αύξηση του φορτίου (είτε του αριθμού των χρηστών δεδομένων είτε της μέσης τιμής μεγέθους μηνύματος) αυξάνει την υπεροχή του MaxFair μετά το κατώφλι και την υπεροχή του MaxRate πριν το κατώφλι για την μέση καθυστέρηση μετάδοσης μηνύματος, την μέση καθυστέρηση πακέτου, τον μέσο ρυθμό μετάδοσης και τον δείκτη δικαιοσύνης.
- Η αύξηση του παραθύρου μετάδοσης βελτιώνει την επίδοση του MaxFair μετά το κατώφλι και επηρεάζει ελάχιστα την επίδοση του MaxRate πριν το κατώφλι στην μέση καθυστέρηση μετάδοσης μηνύματος, στην μέση καθυστέρηση πακέτου, στον μέσο ρυθμό μετάδοσης και στον δείκτη δικαιοσύνης. Η βελτίωση της επίδοσης του MaxFair συμβαίνει μέχρι κάποια τιμή του παραθύρου μετάδοσης, πέραν της οποίας έρχεται σχεδόν

σταθεροποίηση. Τα αποτελέσματα αυτά έρχονται σε συμφωνία με την μελέτη στην χρονοσχισμή.

- Η υπεροχή του MaxFair μετά το κατώφλι και η υπεροχή του MaxRate πριν το κατώφλι για την μέση καθυστέρηση μετάδοσης μηνύματος, την μέση καθυστέρηση πακέτου, τον μέσο ρυθμό μετάδοσης και τον δείκτη δικαιοσύνης είναι ανεξάρτητες από τον επιλεγόμενο αλγόριθμο χρονοπρογραμματισμού πακέτων.
- Μελετήθηκε η επίδραση της απουσίας ελέγχου αποδοχής σύνδεσης (CAC) και η αντικατάσταση της λειτουργίας του από το σχήμα προτεραιοτήτων για VoIP συνδέσεις.
  - Η πιθανότητα απόρριψης νέας σύνδεσης είναι μηδενική για πολύ υψηλά φορτία μέχρι τις 4500 συνδέσεις/ώρα (225 Erlangs), ενώ αυξάνεται με μεγάλο ρυθμό μετά τις 6000 συνδέσεις/ώρα (300 Erlangs). Τα φορτία αυτά είναι πολύ υψηλά σε σχέση με την βιβλιογραφία.
  - Η πιθανότητα διακοπής ήδη εγκατεστημένων συνδέσεων παραμένει μηδενική για όλα τα φορτία, μέχρι δηλαδή το εξεταζόμενο φορτίο των 8000 συνδέσεων/ώρα (400 Erlangs).
  - Η απώλεια πακέτων είναι μηδενική μέχρι τις 4500 συνδέσεις/ώρα (225 Erlangs), ενώ αυξάνεται με μεγάλο ρυθμό μετά τις 6000 συνδέσεις/ώρα (300 Erlangs).

## 8 ΜΕΛΛΟΝΤΙΚΗ ΕΡΕΥΝΑ

Από την μελέτη του προτεινόμενου πρωτοκόλλου MAC, προέκυψαν διάφορα ενδιαφέροντα θέματα, που χρήζουν περαιτέρω ανάλυσης και μπορούν να αποτελέσουν προεκτάσεις της διατριβής. Αυτά είναι τα εξής:

- Αποτίμηση του προτεινόμενου πρωτοκόλλου σε πιο ρεαλιστικά ασύρματα περιβάλλοντα, λαμβάνοντας υπόψη την επίδραση των διαλείψεων πολλαπλής διαδρομής και των λαθών στον έλεγχο ισχύος. Μια τέτοια προσέγγιση χρήζει μεγάλης πρακτικής αξίας. Γενικά πάντως, αναμένονται τα ίδια συμπεράσματα.
- Μελέτη και ενσωμάτωση της ζεύξης καθόδου.
- Μελέτη και ενσωμάτωση των καναλιών σηματοδοσίας.
- Όταν μια σύνδεση TCP εξυπηρετείται από ασύρματα κανάλια CDMA, το πρωτόκολλο TCP αλληλεπιδρά με το στρώμα ζεύξης δεδομένων και την κατανομή πόρων. Συγκεκριμένα, το TCP ρυθμίζει δυναμικά τον ρυθμό αποστολής δεδομένων σύμφωνα με την κατάσταση συμφόρησης του δικτύου, βάσει στοιχείων όπως η απώλεια πακέτων και η καθυστέρηση πλήρους διαδρομής. Από την άλλη μεριά, η κατανομή πόρων στο στρώμα ζεύξης δεδομένων προσδιορίζει σε τελικό βαθμό την απώλεια των πακέτων και την καθυστέρηση μετάδοσης στην ασύρματη ζεύξη και επομένως, επηρεάζει την επίδοση του TCP πρωτοκόλλου. Λαμβάνοντας υπόψη την αλληλεπίδραση αυτή, μπορεί να αναπτυχθεί ένα σχήμα cross-layer για την βελτίωση της επίδοσης του συστήματος ([36]).
- Στην περίπτωση που ο χρήστης φωνής έχει την δυνατότητα να αλλάξει ρυθμό, η τεχνική που χρησιμοποιείται ονομάζεται τεχνική προσαρμογής πολλαπλού ρυθμού (AMR). Ο ρυθμός αποστολής μπορεί να ελέγχεται δυναμικά από το δίκτυο ανάλογα με το φορτίο και την ποιότητα των συνδέσεων. Σε υψηλό φορτίο, π.χ. σε ώρες αιχμής, είναι δυνατόν να χρησιμοποιούνται χαμηλότεροι ρυθμοί, ώστε να επιτυγχάνεται υψηλότερη χωρητικότητα σε βάρος όμως της ποιότητας των συνδέσεων. Επίσης, ένα τερματικό εκτός κάλυψης, που χρησιμοποιεί την μέγιστη δυνατή ισχύ, μπορεί να επανέλθει στην περιοχή κάλυψης χρησιμοποιώντας μικρότερο

ρυθμό. Τέλος, η AMR τεχνική επιτρέπει σε μια σύνδεση να μεταβάλλει το επίπεδο προστασίας σε λάθη ανάλογα με τις συνθήκες του καναλιού. Υπάρχει, λοιπόν, μια διαπραγμάτευση μεταξύ χωρητικότητας, κάλυψης και ποιότητας ανάλογα με τις ανάγκες του δικτύου. Είναι, λοιπόν, προς εξέταση εάν μια λογική βέλτιστης προσπάθειας, όπως αυτής που χρησιμοποιείται στο προτεινόμενο πρωτόκολλο για την ανάθεση πόρων σε υπηρεσίες μη πραγματικού χρόνου και εγγυάται έναν ελάχιστο αποδεκτό ρυθμό μετάδοσης, μπορεί να χρησιμοποιηθεί για συνδέσεις πραγματικού χρόνου, όπως φωνής.

- Ενσωμάτωση «εικονικών ταυτοτήτων» ([40]) για την τήρηση του ιδιωτικού απορρήτου. Το προτεινόμενο πρωτόκολλο υποστηρίζει την λειτουργία αυτή, καθώς διαφορετικές ροές του ίδιου χρήστη δεν συσχετίζονται μεταξύ τους και το πρωτόκολλο τις χειρίζεται ανεξάρτητα, όπως εάν ανήκαν σε διαφορετικούς χρήστες.
- Είναι δυνατόν στο πρόβλημα της μεγιστοποίησης της κανονικοποιημένης διέλευσης να εισαχθεί ένας επιπλέον περιορισμός, που να εγγυάται ότι η διέλευση στην χρονοσχισμή θα υπερβαίνει πάντα ένα κατώφλι. Το κατώφλι αυτό μπορεί να δίνεται ως ένα ποσοστό, μέσω μιας παραμέτρου βάρους, της μέγιστης δυνατής διέλευσης, που επιτυγχάνεται με την μεγιστοποίηση της διέλευσης. Μέσω της παραμέτρου βάρους, μπορεί να επιτευχθεί μια ουσιαστική συναλλαγή μεταξύ διέλευσης και δικαιοσύνης. Επιλέγοντας, δηλαδή, υψηλή τιμή στην παράμετρο βάρους, προμοδοτείται η διέλευση. Σε αντίθετη περίπτωση, προμοδοτείται η δικαιοσύνη. Εάν η παράμετρος βάρους είναι 1 (100%), το πρόβλημα μεταπίπτει σε μεγιστοποίηση της διέλευσης. Εάν είναι ίση με 0, το πρόβλημα είναι μια μεγιστοποίηση της κανονικοποιημένης διέλευσης. Μια τέτοια προσέγγιση περιγράφεται στην αναφορά [41], με την παρουσίαση κάποιων αρχικών αποτελεσμάτων. Η τιμή της παραμέτρου βάρους μπορεί να μεταβάλλεται δυναμικά με τον χρόνο.



# Παράρτημα Α ΒΕΛΤΙΣΤΟΠΟΙΗΣΗ

## A.1. Θεωρία βελτιστοποίησης

Οι τεχνικές βελτιστοποίησης χρησιμοποιούνται για την εύρεση ενός συνόλου σχεδιαστικών παραμέτρων,  $x = [x_1, x_2, \dots, x_n]$ , που μπορούν με κάποιο τρόπο να χαρακτηριστούν ως βέλτιστες. Σε μια απλή περίπτωση, μπορεί να πρόκειται για την ελαχιστοποίηση ή μεγιστοποίηση ορισμένων χαρακτηριστικών του συστήματος που εξαρτώνται από το διάνυσμα  $x$ . Σε ένα πιο πολύπλοκο παράδειγμα, η αντικειμενική συνάρτηση  $f(x)$ , δηλαδή η συνάρτηση που πρέπει να ελαχιστοποιηθεί ή μεγιστοποιηθεί, μπορεί να υπόκειται σε περιορισμούς, που έχουν την μορφή εξισώσεων, ανισώσεων και (ή) άνω κάτω ορίων των μεταβλητών.

Ένα Γενικό Πρόβλημα μπορεί να περιλαμβάνει την εύρεση του κατάλληλου διανύσματος  $x$  που να ελαχιστοποιεί την συνάρτηση  $f(x)$ , δεδομένων των περιορισμών

$$\begin{aligned} G_i(x) &= 0 & i &= 1, \dots, m_e \\ G_i(x) &\geq 0 & i &= m_e + 1, \dots, m \\ lb &\leq x \leq ub \end{aligned} \quad (A1)$$

όπου  $x$  είναι το διάνυσμα των σχεδιαστικών παραμέτρων μήκους  $n$ ,  $f(x)$  είναι η αντικειμενική συνάρτηση, που επιστρέφει μια βαθμωτή τιμή, και  $G(x)$  η συνάρτηση διανύσματος, που επιστρέφει διάνυσμα μήκους  $m$ , με τις τιμές των περιορισμών των εξισώσεων και ανισώσεων στο  $x$ . Η τελευταία ανίσωση στην (A1) περιορίζει τις τιμές του διανύσματος  $x$  ανάμεσα σε όρια.

Μια αποδοτική και ακριβής λύση στο πρόβλημα δεν εξαρτάται μόνο από το μέγεθος του σε ό,τι αφορά τον αριθμό των περιορισμών και των σχεδιαστικών παραμέτρων, αλλά και από τα χαρακτηριστικά της αντικειμενικής συνάρτησης και των περιορισμών. Όταν τόσο η αντικειμενική συνάρτηση και οι περιορισμοί είναι γραμμικές συναρτήσεις των μεταβλητών, το πρόβλημα χαρακτηρίζεται ως Γραμμικού Προγραμματισμού (LP). Ο Τετραγωνικός Προγραμματισμός (QP) αφορά

ελαχιστοποίηση ή μεγιστοποίηση μιας τετραγωνικής αντικειμενικής συνάρτησης με γραμμικούς περιορισμούς. Υπάρχουν αξιόπιστοι αλγόριθμοι επίλυσης και για τις δύο κατηγορίες προβλημάτων (LP, QP). Πιο δύσκολο να επιλυθούν είναι τα προβλήματα Μη Γραμμικού Προγραμματισμού (NP), στα οποία η αντικειμενική συνάρτηση και οι περιορισμοί μπορεί να είναι μη γραμμικές συναρτήσεις των σχεδιαστικών μεταβλητών. Η επίλυση ενός NP προβλήματος γενικά απαιτεί μια επαναληπτική διαδικασία για την δημιουργία μιας κατεύθυνσης αναζήτησης σε κάθε κύρια επανάληψη. Αυτό συχνά επιτυγχάνεται με την επίλυση ενός LP, QP, ή ενός χωρίς περιορισμούς υποπροβλήματος.

Σχεδόν όλοι οι αλγόριθμοι, που χρησιμοποιούνται για την βελτιστοποίηση συστημάτων, απαιτούν την επιλογή ενός αρχικού σημείου, που δηλώνεται συνήθως ως  $x_0$ . Όταν υπάρχει πληροφορία για την εφαρμογή που σχεδιάζεται και το αντίστοιχο σύνολο δεδομένων, μπορεί να επιλεγεί το διάνυσμα  $x_0$  ως μια λογική εκτίμηση της τελικής λύσης. Αλλιώς, το αρχικό σημείο πρέπει να επιλεγεί με κάποιο αυθαίρετο τρόπο. Ξεκινώντας από το  $x_0$ , οι αλγόριθμοι βελτιστοποίησης παράγουν μια ακολουθία επαναλήψεων  $\{x_k\}$  με  $k = 0, \dots, \infty$  και τερματίζουν είτε όταν δεν σημειώνεται επιπλέον πρόοδος είτε όταν ένα σημείο επίλυσης προσεγγίζεται με επαρκή ακρίβεια.

Αποφασίζοντας για το πως θα γίνει η μετακίνηση από την μία επανάληψη  $x_k$  στην επόμενη, οι αλγόριθμοι χρησιμοποιούν πληροφορία σχετικά με την συνάρτηση στο σημείο  $x_k$  και πιθανόν, πληροφορία για τις προηγούμενες επαναλήψεις  $x_0, x_1, \dots, x_{k-1}$ . Χρησιμοποιούν την πληροφορία αυτή για την εύρεση μιας νέας επανάληψης  $x_{k+1}$ , που να δίνει μικρότερη τιμή συνάρτησης από την επανάληψη  $x_k$ . Υπάρχουν, επίσης, μη μονότονοι αλγόριθμοι που δεν εμμένουν στην μείωση της τιμής της συνάρτησης  $f$  σε κάθε βήμα, αλλά ακόμα και αυτοί οι αλγόριθμοι απαιτούν μια μείωση της  $f$  έπειτα από έναν προκαθορισμό αριθμό επαναλήψεων  $m$ , δηλαδή επιβάλλουν  $f(x_k) < f(x_{k-m})$ . Υπάρχουν τρεις κύριες στρατηγικές για την μετακίνηση από το τρέχον σημείο  $x_k$  στην νέα επανάληψη  $x_{k+1}$  και οι περισσότεροι αλγόριθμοι χρησιμοποιούν μια από τις τρεις αυτές προσεγγίσεις.

Η πρώτη μέθοδος ονομάζεται *μέθοδος γραμμικής αναζήτησης*. Ο αλγόριθμος επιλέγει μια κατεύθυνση  $p_k$  και ψάχνει κατά μήκος αυτής της κατεύθυνσης από το σημείο της

τρέχουσας επανάληψης  $x_k$  για ένα νέο σημείο με μικρότερη τιμή συνάρτησης. Η απόσταση της μετακίνησης κατά μήκος της  $p_k$  μπορεί να βρεθεί λύνοντας προσεγγιστικά το ακόλουθο μονοδιάστατο πρόβλημα ελαχιστοποίησης για την εύρεση του βήματος  $\alpha$ ,  $\min_{\alpha>0}(f(x_k + \alpha p_k))$ . Λύνοντας το μονοδιάστατο αυτό πρόβλημα, εξάγεται το μέγιστο όφελος από την κατεύθυνση  $p_k$ , αλλά κάτι τέτοιο θα ήταν άσκοπο και χρονοβόρο. Αντιθέτως, ο αλγόριθμος παράγει έναν περιορισμένο αριθμό δοκιμαστικών βημάτων μέχρι να βρεθεί αυτό που προσεγγίζει εκείνο του προβλήματος  $\min_{\alpha>0}(f(x_k + \alpha p_k))$ . Στο νέο σημείο, υπολογίζονται μια νέα κατεύθυνση αναζήτησης, ένα νέο βήμα και η διαδικασία επαναλαμβάνεται.

Ανάλογα με το ποια κατεύθυνση αναζήτησης επιλέγεται, έχουμε διαφορετικούς αλγόριθμους, π.χ. η μέθοδος της ταχύτερης καθόδου με κατεύθυνση  $p_k = -\nabla f_k$ , η μέθοδος Newton με κατεύθυνση  $p_k = -\nabla^2 f_k^{-1} \nabla f_k$  (η ποσότητα  $\nabla^2 f_k$  πρέπει να είναι θετικά ορισμένη), η μέθοδος quasi-Newton με κατεύθυνση  $p_k = -B_k^{-1} \nabla f_k$  με την  $B_k$  να προσεγγίζει την Hessian  $\nabla^2 f_k$  ή η μέθοδος των συζυγών κλίσεων με κατεύθυνση  $p_k = -\nabla f_k + \beta_k p_{k-1}$  με την βαθμωτή παράμετρο  $\beta_k$  να εξασφαλίζει ότι οι  $p_k$  και  $p_{k-1}$  είναι συζυγείς. Για την επιλογή του βήματος  $\alpha_k$ , πρέπει να ισχύουν οι συνθήκες Wolfe ([25]), εκ των οποίων η πρώτη απαιτεί το βήμα να μειώνει επαρκώς την αντικειμενική συνάρτηση και η δεύτερη εξασφαλίζει ότι το βήμα δεν είναι πολύ μικρό σε μέγεθος.

Η δεύτερη μέθοδος ονομάζεται *μέθοδος περιοχής εμπιστοσύνης*. Σε αυτήν, η πληροφορία που συγκεντρώνεται για την  $f$  χρησιμοποιείται για την κατασκευή ενός μοντέλου συνάρτησης  $m_k$ , του οποίου η συμπεριφορά κοντά στο τρέχον σημείο  $x_k$  είναι όμοια με την πραγματική αντικειμενική συνάρτηση  $f$ . Επειδή το μοντέλο  $m_k$  μπορεί να μην είναι μια καλή προσέγγιση της  $f$  όταν το  $x$  είναι μακριά από το  $x_k$ , η αναζήτηση για την ελάχιστη τιμή του  $m_k$  περιορίζεται σε κάποια περιοχή γύρω από το  $x_k$ . Με άλλα λόγια, το υποψήφιο βήμα  $p$  βρίσκεται επιλύοντας προσεγγιστικά το ακόλουθο υποπρόβλημα  $\min_p(m_k(x_k + p))$ , όπου η τιμή  $x_k + p$  βρίσκεται εντός της περιοχής εμπιστοσύνης. Εάν η υποψήφια λύση δεν παράγει επαρκή μείωση στην  $f$ , σημαίνει πως η περιοχή εμπιστοσύνης είναι μεγάλη και το πρόβλημα επιλύεται ξανά, αφού αυτή μειωθεί.

Συνήθως, η περιοχή εμπιστοσύνης είναι μια σφαίρα, που ορίζεται από  $\|p\|_2 \leq \Delta$ , με το βαθμωτό μέγεθος  $\Delta$  να ονομάζεται ακτίνα της περιοχής εμπιστοσύνης. Χρησιμοποιούνται, επίσης, ελλειπτικές και ορθογώνιες περιοχές εμπιστοσύνης. Το μοντέλο  $m_k$  ορίζεται από μια τετραγωνική συνάρτηση της μορφής

$$m_k(x_k + p) = f_k + p^T \nabla f_k + \frac{1}{2} p^T B_k p \quad (\text{A2})$$

όπου τα  $f_k$ ,  $\nabla f_k$  και  $B_k$  είναι βαθμωτό μέγεθος, διάνυσμα και πίνακας αντίστοιχα. Τα  $f_k$ ,  $\nabla f_k$  είναι αντίστοιχα οι τιμές της συνάρτησης και της κλίσης στο σημείο  $x_k$ , έτσι ώστε τα  $m_k$  και  $f$  να βρίσκονται σε πρώτη τάξης συμφωνία στο τρέχον σημείο  $x_k$ . Ο πίνακας  $B_k$  είναι ο πίνακας Hessian  $\nabla^2 f_k$  ή κάποια προσέγγισή του. Όλοι οι αλγόριθμοι που αναφέρθηκαν στην μέθοδο γραμμικής αναζήτησης (ταχύτερη κάθοδος, Newton, quasi-Newton), εκτός εκείνου των συζυγών κλίσεων, έχουν τον αντίστοιχό τους που λειτουργεί με περιοχή εμπιστοσύνης.

Από μία άποψη, λοιπόν, οι δύο προαναφερθείσες μέθοδοι διαφέρουν ως προς τον τρόπο επιλογής της κατεύθυνσης και της απόστασης μετακίνησης προς την επόμενη επανάληψη. Η μέθοδος γραμμικής αναζήτησης αρχίζει ορίζοντας την κατεύθυνση  $p_k$  και μετά προσδιορίζει μια κατάλληλη απόσταση, το βήμα  $\alpha_k$ . Στην μέθοδο της περιοχής εμπιστοσύνης, επιλέγεται πρώτα μια μέγιστη απόσταση, η ακτίνα της περιοχής εμπιστοσύνης  $\Delta_k$ , και μετά αναζητείται η κατεύθυνση και το βήμα που έχει το βέλτιστο αποτέλεσμα για αυτόν τον περιορισμό απόστασης. Εάν το βήμα αυτό είναι ανεπαρκές, μειώνεται ο περιορισμός της απόστασης  $\Delta_k$  και επαναλαμβάνεται η διαδικασία.

Η τρίτη μέθοδος ονομάζεται *μέθοδος ευθείας αναζήτησης*. Η μέθοδος αυτή δεν απαιτεί πληροφορία για την παράγωγο της αντικειμενικής συνάρτησης. Σε αντίθεση με τις περισσότερες τεχνικές που χρησιμοποιούν την πρώτη ή υψηλότερη παράγωγο στην αναζήτηση του βέλτιστου σημείου (όπως οι μέθοδοι γραμμικής αναζήτησης και περιοχής εμπιστοσύνης), ο αλγόριθμος ευθείας αναζήτησης αναζητά ένα σύνολο σημείων γύρω από το τρέχον, όπου η τιμή της αντικειμενικής συνάρτησης είναι μικρότερη (ελαχιστοποίηση). Η ευθεία αναζήτηση ενδείκνυται για δύσκολα προβλήματα, όπου η αντικειμενική συνάρτηση δεν είναι διαφορίσιμη ή είναι

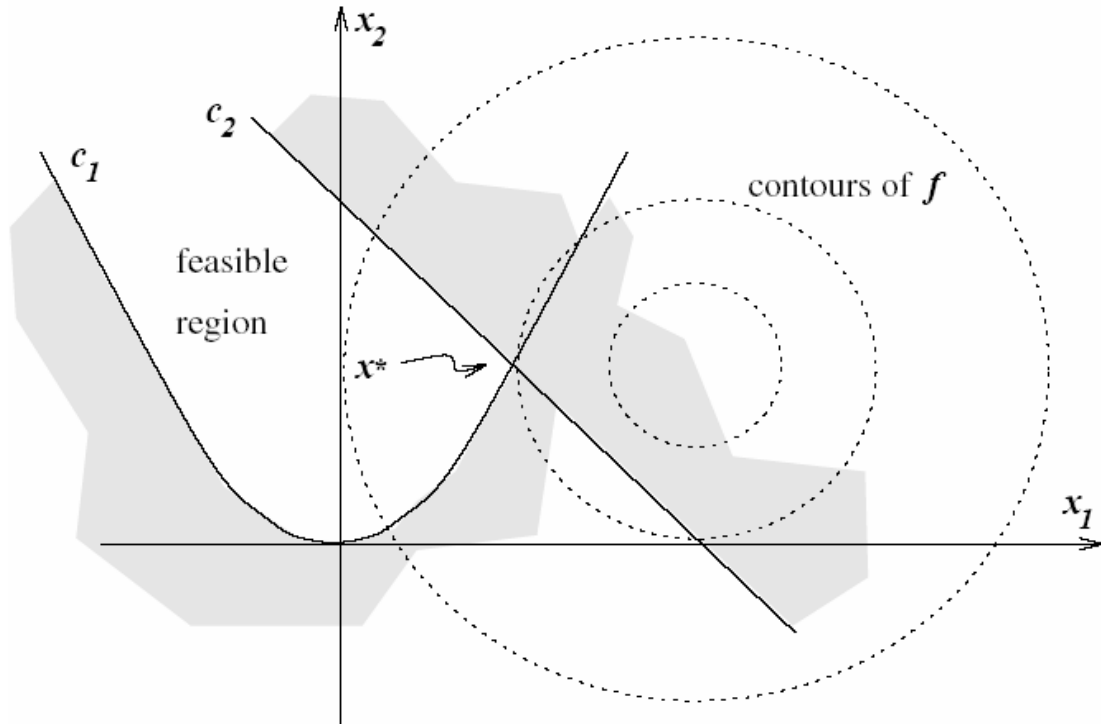
ασυνεχής. Στην επόμενη παράγραφο, θα αναλυθεί με λεπτομέρεια ένας αλγόριθμος ευθείας αναζήτησης.

Ένα άλλο ενδιαφέρον θέμα για την βελτιστοποίηση συστημάτων είναι η κυρτότητα της αντικειμενικής συνάρτησης. Συνήθως, οι αλγόριθμοι καταλήγουν σε μια τοπική λύση (τοπικό ελάχιστο), δηλαδή ένα σημείο όπου η συνάρτηση παίρνει μικρότερη τιμή από τα υπόλοιπα σημεία στην συγκεκριμένη περιοχή. Δεν βρίσκουν πάντα το βέλτιστο από τις τοπικές λύσεις, π.χ. το ολικό ελάχιστο. Οι ολικές λύσεις είναι απαραίτητες (ή τουλάχιστον πολύ επιθυμητές) σε αρκετές εφαρμογές, αλλά είναι συνήθως δύσκολο να βρεθούν. Εάν η αντικειμενική συνάρτηση είναι κυρτή, τα τοπικά ελάχιστα είναι επίσης και ολικά ελάχιστα. Τα προβλήματα γραμμικού προγραμματισμού ανήκουν στην κατηγορία προβλημάτων με κυρτές συναρτήσεις, σε αντίθεση με τα μη γραμμικά που οι τοπικές λύσεις δεν συμπίπτουν πάντα με τις ολικές. Μια συνάρτηση  $f$  είναι κυρτή όταν είναι συνεχής και η τιμή της στο μέσο κάθε διαστήματος στο πεδίο ορισμού της δεν υπερβαίνει το μέσο όρο των τιμών της στα άκρα του διαστήματος. Δηλαδή αν  $[a, b]$  είναι το διάστημα,  $x, y$  δύο οποιαδήποτε σημεία στο  $[a, b]$  και  $\lambda$  με  $0 < \lambda < 1$ , η συνάρτηση  $f$  είναι κυρτή εάν:

$$f[\lambda x + (1 - \lambda)y] \leq \lambda f(x) + (1 - \lambda)f(y) \quad (A3)$$

Ένα πιο εύκολο κριτήριο για το εάν μια συνάρτηση είναι κυρτή είναι εκείνο της δεύτερης παραγώγου, δηλαδή εάν η  $f$  έχει δεύτερη παράγωγο στο  $[a, b]$ , ικανή και αναγκαία συνθήκη για την κυρτότητά της στο διάστημα αυτό είναι να ισχύει  $f''(x) > 0$  για κάθε  $x$  στο  $[a, b]$ . Σημαντική, επίσης, για την εύρεση της ολικής λύσης και όχι μιας τοπικής, είναι η επιλογή του αρχικού σημείου.

Στην θεωρία βελτιστοποίησης, συναντώνται συχνά οι όροι ισοϋπίες γραμμές, όπου η συνάρτηση έχει σταθερή τιμή, εφικτή περιοχή, δηλαδή το σύνολο των σημείων που ικανοποιούν τους περιορισμούς και βέλτιστο σημείο  $x^*$ , που είναι η λύση του προβλήματος. Στην Εικόνα 74 δίνεται ένα παράδειγμα αναπαράστασης ενός προβλήματος.



Εικόνα 74: Γεωμετρική αναπαράσταση ενός προβλήματος βελτιστοποίησης

Στην ανάλυση που προηγήθηκε, τονίζεται ότι δεν περιγράφηκαν κάποιες εξεζητημένες μεθοδολογίες, όπως γενετικοί αλγόριθμοι, προσομοιωτική δακτυλίωση κτλ. Περισσότερες πληροφορίες για την θεωρία βελτιστοποίησης μπορούν να αναζητηθούν στην [25].

## A.2. Αλγόριθμος αναζήτησης μοτίβου

Ένας συχνά χρησιμοποιούμενος αλγόριθμος ευθείας αναζήτησης είναι ο *αλγόριθμος αναζήτησης μοτίβου*. Στην διάρκεια της αναζήτησης, ο αλγόριθμος υπολογίζει μια ακολουθία σημείων που προσεγγίζει το βέλτιστο σημείο.

Σε κάθε βήμα, αναζητείται ένα σύνολο σημείων γύρω από το τρέχον, που ονομάζεται *πλέγμα*. Το πλέγμα σχηματίζεται προσθέτοντας το τρέχον σημείο με ένα βαθμωτό πολλαπλάσιο ενός συνόλου διανυσμάτων, που ονομάζονται *μοτίβο*. Ο αριθμός, με τον οποίο πολλαπλασιάζονται τα διανύσματα του μοτίβου, ονομάζεται *μέγεθος πλέγματος*. Κάθε ένα από τα διανύσματα μοτίβου χρησιμοποιείται για να παράγει ένα σημείο στο πλέγμα και ονομάζεται *κατεύθυνση* του σημείου. Κάθε διάνυσμα έχει μέγεθος ίσο με

τον αριθμό  $N$  των ανεξάρτητων μεταβλητών της αντικειμενικής συνάρτησης και σχηματίζονται συνολικά  $2N$  (μέγιστη βάση) ή  $N+1$  (ελάχιστη βάση) διανύσματα. Ο αλγόριθμος διαφοροποιείται ανάλογα με την επιλογή των διανυσμάτων του μοτίβου σε *GPS* (διανύσματα σταθερής κατεύθυνσης) ή *MADS* (διανύσματα τυχαίας επιλογής).

Μόλις σχηματιστεί το τρέχον πλέγμα, ο αλγόριθμος βολιδοσκοπεί τα σημεία που ανήκουν σε αυτό, υπολογίζοντας τις αντίστοιχες τιμές της αντικειμενικής συνάρτησης. Η βολιδοσκόπηση σταματά μόλις βρεθεί ένα σημείο που μειώνει (σε πρόβλημα ελαχιστοποίησης) την αντικειμενική συνάρτηση σε σχέση με το τρέχον σημείο. Εναλλακτικά, μπορεί να οριστεί η βολιδοσκόπηση να υπολογίζει όλα τα σημεία στο πλέγμα (πλήρης) και τελικά επιλέγεται το σημείο με την μικρότερη τιμή αντικειμενικής συνάρτησης. Το πλεονέκτημα της πλήρους βολιδοσκόπησης είναι σημαντικό στην επίλυση προβλημάτων με πολλά βέλτιστα σημεία, όπου η αξιολόγηση περισσότερων σημείων σε κάθε επανάληψη διευκολύνει την εύρεση του ολικού αντί κάποιου τοπικού βέλτιστου σημείου. Προαιρετικά, σε κάθε επανάληψη, μπορεί να εφαρμοστεί μια επιπρόσθετη αναζήτηση. Εάν αυτή αποτύχει, εκτελείται το βήμα της βολιδοσκόπησης.

Εάν ο αλγόριθμος βρει ένα σημείο στο πλέγμα που βελτιώνει την αντικειμενική συνάρτηση, η βολιδοσκόπηση θεωρείται επιτυχής και το νέο σημείο γίνεται τρέχον στο επόμενο βήμα. Εάν δεν βρεθεί σημείο, η βολιδοσκόπηση θεωρείται ανεπιτυχής και το τρέχον σημείο παραμένει σταθερό στην επόμενη επανάληψη. Μετά την βολιδοσκόπηση, ο αλγόριθμος αλλάζει την τιμή του μεγέθους πλέγματος. Εάν η βολιδοσκόπηση ήταν επιτυχής, το μέγεθος πλέγματος πολλαπλασιάζεται με ένα προκαθορισμένο αριθμό, ενώ στην αντίθετη περίπτωση διαιρείται (πολλαπλασιάζεται με αντίστροφο) με ένα ομοίως προκαθορισμένο αριθμό.

Τα κριτήρια τερματισμού του αλγορίθμου είναι διάφορα:

- Το μέγεθος του πλέγματος είναι μικρότερο από την ανοχή στο μέγεθος του πλέγματος.
- Ο αριθμός των επαναλήψεων ισούται με τον μέγιστο επιτρεπτό αριθμό επαναλήψεων.
- Ο αριθμός των υπολογισμών της αντικειμενικής συνάρτησης ισούται με τον μέγιστο επιτρεπτό αριθμό.
- Ο χρόνος, σε δευτερόλεπτα, ισούται με το όριο χρόνου.

- Η απόσταση μεταξύ των σημείων δύο διαδοχικών επαναλήψεων και το μέγεθος του πλέγματος είναι μικρότερα από την επιτρεπόμενη ανοχή στο διάνυσμα  $x$ .
- Η αλλαγή στην αντικειμενική συνάρτηση σε δύο διαδοχικές επαναλήψεις και το μέγεθος πλέγματος είναι μικρότερα από την ανοχή συνάρτησης.

Ο αλγόριθμος υποστηρίζει την λύση προβλημάτων με μη γραμμικούς περιορισμούς. Στην περίπτωση αυτή, οι υπόλοιποι περιορισμοί αντιμετωπίζονται ξεχωριστά από τους μη γραμμικούς. Σχηματίζεται, λοιπόν, ένα υποπρόβλημα συνδυάζοντας την αντικειμενική συνάρτηση και τους μη γραμμικούς περιορισμούς μέσω *συντελεστών Lagrange* και *παραμέτρων ποινής*. Στην αρχή, ο αλγόριθμος θέτει την αρχική τιμή στην παράμετρο ποινής. Στην συνέχεια, ελαχιστοποιεί ένα στιγμιότυπο του υποπροβλήματος, που αποτελεί μια προσέγγιση του αρχικού προβλήματος.

Όταν το υποπρόβλημα ελαχιστοποιηθεί σύμφωνα με την απαιτούμενη ακρίβεια και παράλληλα υπάρχει εφικτή λύση, οι εκτιμήσεις Lagrange ανανεώνονται. Σε αντίθετη περίπτωση, αυξάνεται η παράμετρος ποινής κατά ένα παράγοντα. Με τον τρόπο αυτό, ένα νέο υποπρόβλημα δημιουργείται. Η ακολουθία των προβλημάτων αυτών μειώνεται, εάν ικανοποιούνται οι υπόλοιποι γραμμικοί περιορισμοί. Η διαδικασία σταματά όταν ισχύει κάποιο από τα κριτήρια τερματισμού. Η ανοχή στους μη γραμμικούς περιορισμούς δεν χρησιμοποιείται ως κριτήριο τερματισμού, αλλά προσδιορίζει εάν υπάρχει εφικτή λύση αναφορικά με τους περιορισμούς αυτούς.

Ο αλγόριθμος αναζήτησης μοτίβου επιλέχτηκε για την επίλυση του προβλήματος βελτιστοποίησης της ανάθεσης πόρων (4.5.1) για τρεις διαφορετικούς λόγους. Πρώτον, ανήκει στην μέθοδο ευθείας αναζήτησης, που ενδείκνυται για δύσκολα προβλήματα, όπου η αντικειμενική συνάρτηση δεν είναι διαφορίσιμη ή είναι ασυνεχής. Η κβαντικοποίηση των ρυθμών μετάδοσης (3.2.1.2 και 4.3.2) οδηγεί, επομένως, στην επιλογή αυτή. Δεύτερον, αντιμετωπίζει αποτελεσματικά προβλήματα με μη γραμμικούς περιορισμούς. Τέλος, λόγω της δυνατότητας πλήρους βολιδοσκόπησης, επιτρέπει την εύρεση του ολικού και όχι κάποιου τοπικού βέλτιστου σημείου.

Όπως ειπώθηκε, για την επίλυση του συγκεκριμένου προβλήματος βελτιστοποίησης, θα χρησιμοποιηθεί περιβάλλον και γλώσσα προγραμματισμού MATLAB, με χρήση του MATLAB Genetic Algorithm and Direct Search Toolbox.



### A.3. MATLAB Genetic Algorithm and Direct Search Toolbox – Αλγόριθμος αναζήτησης μοτίβου *patternsearch*

Η συνάρτηση *patternsearch* βρίσκει το ελάχιστο μιας συνάρτησης πολλών μεταβλητών με περιορισμούς, χρησιμοποιώντας αναζήτηση μοτίβου. Τα προβλήματα που επιλύει πρέπει να έχουν την μορφή:

$$\min_x f(x) \quad (\text{A4})$$

δεδομένων των περιορισμών

$$\begin{aligned} c(x) &\leq 0 \\ ceq(x) &= 0 \\ A \cdot x &\leq b \\ Aeq \cdot x &= beq \\ lb &\leq x \leq ub \end{aligned} \quad (\text{A5})$$

όπου  $x$ ,  $b$ ,  $beq$ ,  $lb$ ,  $ub$  είναι διανύσματα,  $A$ ,  $Aeq$  είναι πίνακες,  $c(x)$ ,  $ceq(x)$  είναι συναρτήσεις που επιστρέφουν διανύσματα και  $f(x)$  είναι η αντικειμενική συνάρτηση που επιστρέφει μια βαθμωτή τιμή. Οι συναρτήσεις  $f(x)$ ,  $c(x)$ ,  $ceq(x)$  μπορεί να είναι μη γραμμικές συναρτήσεις.

Όπως φαίνεται από την σχέση (A4), η συνάρτηση *patternsearch* ελαχιστοποιεί και δεν μεγιστοποιεί μια συνάρτηση. Αυτό δεν αποτελεί πρόβλημα, γιατί η μεγιστοποίηση επιτυγχάνεται δίνοντας ως όρισμα στην *patternsearch* την συνάρτηση  $-f(x)$ . Βρίσκοντας το ελάχιστο της  $-f(x)$ , μεγιστοποιείται η  $f(x)$ . Το ίδιο ισχύει αν κάποιος περιορισμός είναι μεγαλύτερος από την τιμή του μηδενός. Αυτός εκφράζεται ως περιορισμός μικρότερος του μηδενός πολλαπλασιαζόμενος με -1.

Η σύνταξη της εντολής μπορεί να είναι:

$$x = \text{patternsearch}(\text{fun}, x0)$$

$$x = \text{patternsearch}(\text{fun}, x0, A, b)$$

$$x = \text{patternsearch}(\text{fun}, x0, A, b, Aeq, beq)$$

$$x = \text{patternsearch}(\text{fun}, x0, A, b, Aeq, beq, lb, ub)$$

$x = \text{patternsearch}(\text{fun}, x0, A, b, Aeq, beq, lb, ub, \text{nonlcon})$   
 $x = \text{patternsearch}(\text{fun}, x0, A, b, Aeq, beq, lb, ub, \text{nonlcon}, \text{options})$   
 $x = \text{patternsearch}(\text{problem})$   
 $[x, fval] = \text{patternsearch}(\dots)$   
 $[x, fval, \text{exitflag}] = \text{patternsearch}(\dots)$   
 $[x, fval, \text{exitflag}, \text{output}] = \text{patternsearch}(\dots)$

Η `patternsearch` προσπαθεί να βρει ένα ελάχιστο, που υπόκειται σε περιορισμούς, μιας βαθμωτής συνάρτησης διαφόρων μεταβλητών ξεκινώντας από μια αρχική εκτίμηση. Τα ορίσματα εισόδου είναι τα εξής:

- Η αντικειμενική συνάρτηση  $f(x)$  περιγράφεται στο όρισμα `fun`.
- Το όρισμα `x0` αποτελεί το αρχικό σημείο αφετηρίας και μπορεί να είναι βαθμωτή τιμή, διάνυσμα, ή πίνακας ανάλογα με την φύση του προβλήματος.
- Τα ορίσματα `A`, `b`, `Aeq`, `beq`, `lb`, `ub` αντιστοιχούν στα διανύσματα ή πίνακες των τριών τελευταίων περιορισμών της σχέσης (A5).
- Το όρισμα `nonlcon` ορίζει και υπολογίζει τις δύο μη γραμμικές συναρτήσεις  $c(x)$ ,  $ceq(x)$  των δύο πρώτων περιορισμών της σχέσης (A5).
- Το όρισμα `options` θέτει κάποιες παραμέτρους επιλογής στην βελτιστοποίηση μέσω της εντολής `psoptimset` και θα αναλυθεί αργότερα.
- Το όρισμα `problem` είναι μια δομή που περιέχει τα εξής πεδία  $\{\text{fun}, x0, A, b, Aeq, beq, lb, ub, \text{nonlcon}, \text{Solver}, \text{options}, \text{randstate}, \text{randnstate}\}$ , όπου `Solver` = `'patternsearch'` και τα πεδία `randstate`, `randnstate` καθορίζουν την κατάσταση των συναρτήσεων `rand`, `randn` αντιστοίχως.

Εάν ένα πρόβλημα έχει λιγότερους περιορισμούς από αυτούς που επιτρέπουν οι δυνατές συντάξεις της `patternsearch`, τα ορίσματα που δεν υπάρχουν τίθενται ίσα με []. Σε περίπτωση που δεν υπάρχουν άνω ή κάτω όρια για το διάνυσμα  $x$ , τα διανύσματα `ub` (ή `lb`) τίθενται ίσα με `Inf` (ή `-Inf`), δηλαδή ίσα με άπειρο.

Τα αποτελέσματα που επιστρέφει η `patternsearch` είναι τα εξής:

- Το όρισμα  $x$  είναι η λύση του προβλήματος, δηλαδή το διάνυσμα που ελαχιστοποιεί την αντικειμενική συνάρτηση.
- Το όρισμα `fval` επιστρέφει την τιμή της αντικειμενικής συνάρτησης `fun` στην λύση  $x$ .

- Το όρισμα *exitflag* είναι ένας ακέραιος που δηλώνει την αιτία τερματισμού του αλγορίθμου. Η ακόλουθη λίστα περιλαμβάνει τις δυνατές τιμές του *exitflag* και τους αντίστοιχους λόγους. Μερικοί όροι από την παρακάτω λίστα, που φαίνονται άγνωστοι, θα αποσαφηνιστούν κατά την περιγραφή των παραμέτρων επιλογής της βελτιστοποίησης.

- 1 Το μέγεθος πλέγματος και η παραβίαση των περιορισμών είναι μικρότερα από τις αντίστοιχες καθορισμένες ανοχές.
- 2 Η αλλαγή στο  $x$  και η παραβίαση των περιορισμών είναι μικρότερες από τις αντίστοιχες καθορισμένες ανοχές.
- 4 Το μέγεθος του βήματος είναι μικρότερο από την ακρίβεια του μηχανήματος και η παραβίαση των περιορισμών είναι μικρότερη από την καθορισμένη ανοχή.
- 0 Ο αριθμός των επαναλήψεων ή ο αριθμός των υπολογισμών της συνάρτησης έφτασαν τις αντίστοιχες μέγιστες τιμές.
- 1 Ο αλγόριθμος τερματίστηκε από την συνάρτηση εξόδου ή σχεδίασης.
- 2 Δεν βρέθηκε εφικτό σημείο.

- Το όρισμα *output* περιέχει πληροφορία για την βελτιστοποίηση. Τα πεδία του ορίσματος είναι

<i>function</i>	Αντικειμενική συνάρτηση.
<i>problemtype</i>	Ο τύπος του προβλήματος: χωρίς περιορισμούς, με γραμμικούς περιορισμούς ή όρια.
<i>Pollmethod</i>	Μέθοδος βολιδοσκόπησης.
<i>Searchmethod</i>	Μέθοδος αναζήτησης (εάν υπάρχει).
<i>Iteration</i>	Ο συνολικός αριθμός των επαναλήψεων.
<i>funccount</i>	Ο συνολικός αριθμός υπολογισμών της συνάρτησης.
<i>Meshsize</i>	Μέγεθος πλέγματος στο $x$ .
<i>Maxconstraint</i>	Μέγιστη παραβίαση περιορισμών (εάν υπάρχει).
<i>Message</i>	Αιτία τερματισμού του αλγορίθμου.

Ο χρήστης μπορεί να θέσει τιμές στις παραμέτρους επιλογής που θα ακολουθηθούν κατά την διαδικασία της βελτιστοποίησης. Οι παράμετροι επιλογής είναι:

- Η παράμετρος *Cache* καθορίζει εάν θα αποθηκεύονται τα σημεία πλέγματος που έχουν βολιδοσκοπηθεί. Στην περίπτωση αυτή, δεν βολιδοσκοπούνται σημεία κοντινά σε αυτά σε επόμενες επαναλήψεις. Χρησιμοποιείται σε περιπτώσεις που ο αλγόριθμος τρέχει αργά, εξαιτίας των υπολογισμών της αντικειμενικής συνάρτησης, αλλά πρέπει να αποφεύγεται όταν η αντικειμενική συνάρτηση είναι στοχαστική.
- Η παράμετρος *CacheSize* καθορίζει το μέγεθος του προαναφερθέντα ιστορικού.
- Η παράμετρος *CacheTol* καθορίζει πόσο κοντά πρέπει να βρίσκεται το τρέχον σημείο πλέγματος σε ένα αποθηκευμένο σημείο, ώστε να μην βολιδοσκοπηθεί από τον αλγόριθμο.
- Οι παράμετροι *CompletePoll* και *CompleteSearch* καθορίζουν εάν θα εφαρμοστεί πλήρης βολιδοσκόπηση.
- Η παράμετρος *Display* καθορίζει εάν θα δίνονται αποτελέσματα στην οθόνη και κάθε πότε θα δίνονται (σε κάθε επανάληψη ή στο τέλος).
- Η παράμετρος *InitialMeshSize* καθορίζει το αρχικό μέγεθος πλέγματος.
- Η παράμετρος *InitialPenalty* καθορίζει την αρχική τιμή της παραμέτρου ποινής.
- Η παράμετρος *MaxFunEvals* είναι ο μέγιστος επιτρεπόμενος αριθμός υπολογισμών της συνάρτησης.
- Η παράμετρος *MaxIter* είναι ο μέγιστος επιτρεπόμενος αριθμός επαναλήψεων.
- Η παράμετρος *MaxMeshSize* καθορίζει το μέγιστο επιτρεπόμενο μέγεθος πλέγματος σε ένα βήμα βολιδοσκόπησης ή αναζήτησης.
- Η παράμετρος *MeshAccelerator* επιταχύνει την σύγκλιση προς ένα βέλτιστο σημείο.
- Η παράμετρος *MeshContraction* καθορίζει τον αριθμό με τον οποίο πολλαπλασιάζεται το μέγεθος πλέγματος, όταν η βολιδοσκόπηση είναι ανεπιτυχής.
- Η παράμετρος *MeshExpansion* καθορίζει τον αριθμό με τον οποίο πολλαπλασιάζεται το μέγεθος πλέγματος, όταν η βολιδοσκόπηση είναι επιτυχής.

- Η παράμετρος *MeshRotate* περιστρέφει το μοτίβο πριν ένα σημείο δηλωθεί ως βέλτιστο.
- Η παράμετρος *OutputFcn* καθορίζει μια συνάρτηση ορισμένη από τον χρήστη που καλείται σε κάθε επανάληψη κατά την διάρκεια της βελτιστοποίησης.
- Η παράμετρος *PenaltyFactor* καθορίζει την παράμετρο ανανέωσης της ποινής.
- Η παράμετρος *PlotFcn* καθορίζει την συνάρτηση σχεδίασης της εξόδου του αλγορίθμου.
- Η παράμετρος *PlotInterval* καθορίζει ότι η συνάρτηση σχεδίασης θα καλείται σε κάθε διάστημα.
- Η παράμετρος *PollingOrder* καθορίζει την σειρά των κατευθύνσεων της βολιδοσκόπησης.
- Η παράμετρος *PollMethod* καθορίζει την μέθοδο βολιδοσκόπησης.
- Η παράμετρος *ScaleMesh* καθορίζει εάν θα εφαρμοστεί στις μεταβλητές αναγωγή σε κοινή κλίμακα.
- Η παράμετρος *SearchMethod* καθορίζει τον τρόπο αναζήτησης που χρησιμοποιείται στον αλγόριθμο.
- Η παράμετρος *TimeLimit* καθορίζει τον συνολικό επιτρεπόμενο χρόνο (σε δευτερόλεπτα) της βελτιστοποίησης.
- Η παράμετρος *TolBind* καθορίζει την ανοχή σύνδεσης.
- Η παράμετρος *TolCon* είναι η ανοχή στην παραβίαση των περιορισμών.
- Η παράμετρος *TolFun* είναι η ανοχή στην τιμή της συνάρτησης.
- Η παράμετρος *TolMesh* είναι η ανοχή στο μέγεθος του πλέγματος.
- Η παράμετρος *TolX* είναι η ανοχή στο διάνυσμα  $x$ .
- Η παράμετρος *UseParallel* καθορίζει εάν θα υπολογίζονται κλήσεις της αντικειμενικής συνάρτησης σε μια βολιδοσκόπηση ή αναζήτηση παράλληλα.
- Η παράμετρος *Vectorized* καθορίζει εάν οι συναρτήσεις είναι εκφρασμένες με χρήση διανυσμάτων.



## **Παράρτημα Β ΜΟΝΤΕΛΟΠΟΙΗΣΗ-ΧΑΡΑΚΤΗΡΙΣΤΙΚΑ ΤΗΣ ΚΙΝΗΣΗΣ**

Υπάρχουν πολλοί τρόποι διαχωρισμού των υπηρεσιών σε κατηγορίες. Ο πιο διαδεδομένος και γενικός είναι η κατηγοριοποίηση βάσει της ευαισθησίας της υπηρεσίας στην καθυστέρηση. Έτσι, διακρίνονται υπηρεσίες ευαίσθητες στην καθυστέρηση (πραγματικού χρόνου) και ανεκτές σε αυτήν (μη πραγματικού χρόνου). Ένας άλλος διαχωρισμός γίνεται με κριτήριο την μορφή του ρυθμού αποστολής πληροφορίας και οι υπηρεσίες χαρακτηρίζονται ως CBR (σταθερού ρυθμού), VBR (μεταβλητού ρυθμού) και ABR (διαθέσιμου ρυθμού).

Στο UMTS, οι υπηρεσίες χωρίζονται σε τέσσερις κατηγορίες κίνησης: συνομιλιακή υπηρεσία (conversational), μετάδοση ρεύματος (streaming), αλληλεπιδραστική υπηρεσία (interactive), μετάδοση στο παρασκήνιο (background). Κάθε υπηρεσία από τις τέσσερις κατηγορίες του UMTS μπορεί να χαρακτηριστεί ως CBR, VBR ή ABR. Ο κύριος όμως παράγοντας που διαχωρίζει τις κατηγορίες αυτές είναι το κατά πόσο η καθεμία είναι ευαίσθητη στην καθυστέρηση ή μη. Για παράδειγμα, η συνομιλιακή υπηρεσία είναι η πιο ευαίσθητη στην καθυστέρηση, ενώ η μετάδοση στο παρασκήνιο η πιο ανεκτή σε αυτήν. Γενικά, οι δύο πρώτες κατηγορίες θεωρούνται ως ευαίσθητες στην καθυστέρηση (πραγματικού χρόνου), σε αντίθεση με τις δύο τελευταίες (μη πραγματικού χρόνου).

Το προτεινόμενο σχήμα δίνει έμφαση στην κατανομή των πόρων της ζεύξης ανόδου με ταυτόχρονη εξασφάλιση της αιτούμενης ποιότητας υπηρεσίας και επομένως χρήζει ιδιαίτερης σημασίας η διαφοροποίηση των υπηρεσιών με κριτήριο την ευαισθησία ως προς την καθυστέρηση. Αυτό θα φανεί πιο καθαρά παρακάτω στην παράγραφο *B.1*. Οι υπηρεσίες, λοιπόν, του προτεινόμενου σχήματος διακρίνονται σε πραγματικού και μη πραγματικού χρόνου και αναλόγως λαμβάνει χώρα η ανάθεση των πόρων. Για παράδειγμα, οι υπηρεσίες πραγματικού χρόνου εξυπηρετούνται με υψηλότερη προτεραιότητα σε σχέση με εκείνες μη πραγματικού χρόνου.

Για την αποτίμηση της επίδοσης του προτεινόμενου σχήματος, μπορούν να προσομοιωθούν διάφορα μοντέλα κίνησης με διαφορετικά χαρακτηριστικά και απαιτήσεις σε ποιότητα υπηρεσίας (ευαισθησία στην καθυστέρηση, στον ρυθμό λαθών κτλ), που είναι αντιπροσωπευτικά της κίνησης των μελλοντικών ασύρματων

δικτύων πολυμέσων. Προτού γίνει αναφορά στα μοντέλα αυτά, είναι χρήσιμο να περιγραφούν τα χαρακτηριστικά των υπηρεσιών πραγματικού χρόνου και μη, όπως αυτά διαμορφώνονται στα συστήματα πέραν της τρίτης γενιάς.

## **B.1. Κατηγοριοποίηση υπηρεσιών**

### ***B.1.1 Υπηρεσίες ευαίσθητες ως προς την καθυστέρηση (πραγματικού χρόνου)***

Οι υπηρεσίες που είναι ευαίσθητες στην καθυστέρηση είναι η μετάδοση φωνής, ακουστικού σήματος (audio), βίντεο κτλ. Οι υπηρεσίες που αναφέρθηκαν δεν χαρακτηρίζονται από την ίδια ευαισθησία, καθώς για παράδειγμα η ποιότητα της φωνής υποβαθμίζεται αισθητά με την καθυστέρηση, ενώ οι υπόλοιπες είναι περισσότερο ανεκτές σε αυτήν. Το χαρακτηριστικό εκείνο που διαφοροποιεί τις υπηρεσίες αυτές στα δίκτυα τέταρτης γενιάς είναι ότι η μετάδοση θα γίνεται αποκλειστικά πάνω σε IP και χρειάζεται να ληφθούν μηχανισμοί για την αντιμετώπιση θεμάτων καθυστέρησης, συγχρονισμού κτλ.

Γενικά, έχει γίνει έρευνα για την εισαγωγή μηχανισμών στην ακολουθία του IP πρωτοκόλλου για την υποστήριξη της μετάδοσης των δεδομένων πραγματικού χρόνου, ώστε να εγγυάται την ποιότητα υπηρεσίας (καθυστέρηση κτλ). Οι πιο ευρέως διαδεδομένες προσεγγίσεις είναι ο έλεγχος αποδοχής σύνδεσης, μηχανισμοί δέσμευσης πόρων, σχήματα διαφοροποιημένων υπηρεσιών και μηχανισμοί προτεραιοτήτων. Παρόλο που κάποιες από τις μεθόδους αυτές απαιτούν αλλαγές στα δίκτυα IP, η χρήση τους σε μεγάλη κλίμακα θα είναι γεγονός στο πολύ άμεσο μέλλον. Ήδη, οι φορείς εκμετάλλευσης των δικτύων χρησιμοποιούν λύσεις απλές στην υλοποίηση, με περιορισμό όμως στην επεκτασιμότητα και μικρή απόδοση δεδομένου ότι η κίνηση στην μεγάλη της πλειοψηφία είναι υπηρεσία φωνής. Το προτεινόμενο σχήμα χρησιμοποιεί όλους τους προαναφερθέντες μηχανισμούς, εκτός από τον έλεγχο αποδοχής σύνδεσης, όπως φαίνεται και στις παραγράφους που παρατίθενται.

Στην ακολουθία IP, δύο είναι τα πρωτόκολλα του στρώματος μεταφοράς, το UDP και το TCP. Το πρωτόκολλο στρώματος μεταφοράς που χρησιμοποιείται στην μετάδοση δεδομένων πραγματικού χρόνου είναι το UDP, λόγω της μη ύπαρξης αναμεταδόσεων



ή της ύπαρξης περιορισμένων αναμεταδόσεων και της μείωσης στην καθυστέρηση μετάδοσης. Υπερκείμενο στο πρωτόκολλο UDP είναι το RTP, με κύριο σκοπό τον συγχρονισμό στον παραλήπτη. Κάθε λοιπόν πακέτο περιλαμβάνει τις διάφορες επικεφαλίδες (RTP 12 bytes, UDP 8 bytes, IP 20 bytes και επικεφαλίδα στρώματος ζεύξης δεδομένων) και το ωφέλιμο φορτίο που αποτελείται από την κωδικοποιημένη πληροφορία. Το μέγεθος και το διάστημα μεταξύ αφίξεων των UDP πακέτων ποικίλλει ανάλογα με την υπηρεσία πραγματικού χρόνου.

Τα κινητά τερματικά που έχουν κίνηση φωνής χρησιμοποιούν κωδικοποιητές, που παράγουν κάποιο σταθερό ρυθμό bit (CBR) σε kbps κατά την διάρκεια των ριπών ομιλίας ή των μικρών ριπών ομιλίας. Υπάρχουν πολλά σχήματα κωδικοποίησης που έχουν αναπτυχθεί και προτυποποιηθεί από την ITU. Το απλούστερο σχήμα είναι το βασισμένο στην δειγματοληψία G.711, που χρησιμοποιεί παλμοκωδική διαμόρφωση (PCM) και παράγει ένα ψηφιακό σήμα σταθερού ρυθμού 64 kbps. Άλλα σχήματα κωδικοποίησης χαρακτηρίζονται από μειωμένο ρυθμό μετάδοσης (8 kbps για τον κωδικοποιητή G.729, 5.3 και 6.4 kbps για τον κωδικοποιητή G.723.1), εις βάρος όμως χαμηλότερης ποιότητας, επιπρόσθετης πολυπλοκότητας και καθυστέρησης στην κωδικοποίηση.

Στα δίκτυα τέταρτης γενιάς, η κίνηση φωνής θα μεταδίδεται πάνω σε IP (VoIP). Η κωδικοποιημένη ομιλία μεταδίδεται σε πακέτα ίσου μεγέθους σε σταθερά χρονικά διαστήματα, ώστε να προκύπτει σταθερός ρυθμός bit. Το ωφέλιμο φορτίο κυμαίνεται τυπικά μεταξύ των 20 και 40 bytes για τυπικούς κωδικοποιητές 8-16 kbps, ενώ το φορτίο των επικεφαλίδων είναι 40 bytes (IPv4) ή 60 bytes (IPv6). Επειδή το φορτίο των επικεφαλίδων είναι σημαντικό και σπαταλά εύρος ζώνης όταν μεταδίδεται στο ασύρματο μέσο, εισάγονται αποδοτικές μέθοδοι συμπίεσης των επικεφαλίδων, όπως για παράδειγμα ο αλγόριθμος ROHC ([28]), που μειώνουν τις RTP/UDP/IP επικεφαλίδες σε 1 byte (IPv4) ή 3 bytes (IPv6). Επιπλέον μείωση στον ρυθμό μετάδοσης μπορεί να επιτευχθεί χρησιμοποιώντας ανίχνευση δραστηριότητας ομιλίας (VAD), όπου ο κωδικοποιητής δε μεταδίδει δεδομένα κατά την διάρκεια του διακένου σιωπής για εξοικονόμηση του εύρους ζώνης.

Στο προτεινόμενο σχήμα, θα χρησιμοποιηθεί ένας CBR κωδικοποιητής για την υπηρεσία φωνής, που θα αποστέλλει σταθερού μεγέθους πακέτα ανά σταθερά χρονικά διαστήματα κατά την διάρκεια των ριπών ομιλίας. Πρέπει να τονιστεί πως η έννοια CBR χρησιμοποιείται καταχρηστικά, για να τονίσει πως ο ρυθμός είναι σταθερός στις ριπές ομιλίας. Γενικά, η υπηρεσία μπορεί να θεωρηθεί και VBR,

δεδομένου ότι μεσολαβούν και διάκενα σιωπής. Εάν υποθεθεί ο κωδικοποιητής G.729 με ρυθμό 8 kbps και αποστολή ενός πακέτου κάθε 20 msec, το μέγεθος του ωφέλιμου φορτίου υπολογίζεται σε 20 bytes (το μέγεθος της επικεφαλίδας ποικίλλει ανάλογα με το αν έχει λάβει χώρα συμπίεση ή όχι). Παρόμοια με το μοντέλο της υπηρεσίας φωνής, υλοποιούνται όλες οι CBR υπηρεσίες (audio και CBR video), με την πηγή να αποστέλλει πακέτα σταθερού μεγέθους σε σταθερά χρονικά διαστήματα.

Γενικά, οι εφαρμογές video παράγουν μεγάλη ποσότητα δεδομένων. Κάθε ρεύμα video αποτελείται από μια ακολουθία πλαισίων, όπου κάθε πλαίσιο είναι μια ακίνητη εικόνα. Τα πλαίσια αυτά αναπαράγονται το ένα μετά το άλλο με ρυθμό που προσεγγίζει τα 30 πλαίσια το δευτερόλεπτο. Για την μείωση των μεγάλων ρυθμών που απαιτούνται, η υπηρεσία video μεταδίδεται αφού πρώτα λάβει χώρα συμπίεση. Ανάμεσα στις χρησιμοποιούμενες τεχνικές συμπίεσης, η πιο διαδεδομένη είναι το πρότυπο MPEG. Η βασική ιδέα πίσω από την συμπίεση MPEG είναι η απομάκρυνση κάθε πλεονάζουσας πληροφορίας είτε εντός ενός πλαισίου (χωρικά) είτε μεταξύ διαφορετικών πλαισίων (χρονικά). Στην πρώτη περίπτωση λαμβάνει χώρα συμπίεση με χρήση διακριτού μετασχηματισμού συνημίτονου DCT (παράγονται πλαίσια I), ενώ στην δεύτερη γίνεται κωδικοποίηση ενός πλαισίου βάσει των χρονικά πλησιέστερων πλαισίων (παράγονται πλαίσια P ή B).

Τα πλαίσια, λοιπόν, κωδικοποιούνται σε τρεις τύπους: I, P και B. Ένα πλαίσιο I κωδικοποιείται σαν μεμονωμένη εικόνα, χωρίς αναφορά σε προηγούμενα ή μεταγενέστερα πλαίσια, με χρήση διακριτού μετασχηματισμού συνημίτονου. Ένα πλαίσιο P κωδικοποιείται παρόμοια με ένα πλαίσιο I, αλλά με επιπρόσθετη πληροφορία για αντιστάθμιση κίνησης σε αναφορά με το αμέσως προηγούμενο πλαίσιο αναφοράς, δηλαδή ένα P ή I πλαίσιο. Ένα πλαίσιο B κωδικοποιείται σε αναφορά με το προηγούμενο, το επόμενο πλαίσιο αναφοράς ή και τα δύο (I ή P). Η κωδικοποίηση για πλαίσια B είναι παρόμοια με εκείνη των πλαισίων P, εκτός του γεγονότος ότι τα διανύσματα κίνησης αναφέρονται σε περιοχές των μελλοντικών πλαισίων αναφοράς. Τυπικά, τα πλαίσια I απαιτούν περισσότερα bits από τα πλαίσια P, ενώ τα πλαίσια B έχουν την μικρότερη απαίτηση σε εύρος ζώνης.

Στην [29] δίνονται στοιχεία για μετάδοση video όταν ακολουθείται το πρότυπο MPEG-4. Το πρότυπο αυτό διαφέρει από τα προγενέστερα στο ότι είναι αντικειμενοστραφές. Κάθε σκηνή αποτελείται από αντικείμενα video (VOs) που κωδικοποιούνται ανεξάρτητα. Κάθε VO μπορεί να έχει διάφορα επίπεδα (VOLs), για παράδειγμα ένα βασικό και ένα ή περισσότερα επίπεδα εμπλουτισμού. Κάθε VOL με

την σειρά του απαρτίζεται από μια διατεταγμένη ακολουθία στιγμιότυπων στο χρόνο (VOPs). Τα VOPs κωδικοποιούνται παρόμοια σε I, P και B. Μετά την κωδικοποίηση (MPEG ή MPEG-4), τα πλαίσια ή VOPs κατά περίπτωση διευθετούνται σε μια ντετερμινιστική περιοδική ακολουθία, για παράδειγμα IBBPBB ή IBBPBBPBBPBB, που ονομάζεται ομάδα εικόνων-πλαίσια (GOP) και μπορεί να έχει οποιοδήποτε μέγεθος.

Οι πηγές που δημιουργούν συμπιεσμένη κίνηση video παράγουν μεταβλητό ρυθμό bit (VBR) με υπολογίσιμο βαθμό εκρηκτικότητας. Το μέγεθος και το διάστημα μεταξύ αφίξεων διαδοχικών πακέτων εξαρτάται σε μεγάλο βαθμό από την εφαρμογή. Τα πακέτα της ακολουθίας video, ανεξάρτητα από το πρότυπο που ακολουθείται, δεν έχουν σταθερό μέγεθος. Προτού λάβει χώρα η μετάδοση, τα πακέτα αυτά διασπώνται σε πακέτα μικρότερου μεγέθους. Πιο συγκεκριμένα, κάθε πακέτο τεμαχίζεται σε έναν αριθμό RLC μονάδων πληροφορίας (RLC PDUs) σταθερού μεγέθους. Με τον τρόπο αυτό, το μεταβλητό μέγεθος ενός πακέτου της ακολουθίας video μεταφράζεται σε μεταβλητό αριθμό RLC-PDUs που μεταδίδονται σε μια χρονοσχιμή ή σε περισσότερες, σύμφωνα και με τα όσα αναφέρθηκαν στην παράγραφο 3.2.2. Το σταθερό μέγεθος κάθε RLC-PDU εξαρτάται από τον βασικό ρυθμό μετάδοσης  $R_b$  του συστήματος. Τονίζεται πως σε επίπεδο IP τα πακέτα δεν έχουν σταθερό μέγεθος, εφόσον βέβαια αυτό κυμαίνεται εντός των ορίων της μέγιστης μονάδας μεταφοράς.

Η επίδοση μιας υπηρεσίας πραγματικού χρόνου εξαρτάται από τρεις παραμέτρους: καθυστέρηση, jitter και απώλεια πακέτων. Η καθυστέρηση είναι ο πιο σημαντικός παράγοντας που πρέπει να ελέγχεται κατά την μετάδοση μιας τέτοιας υπηρεσίας. Καθώς τα πακέτα αποστέλλονται πάνω στο δίκτυο IP, υπόκεινται σε μεταβλητή καθυστέρηση (jitter) και ενδεχόμενη απώλεια. Για μια σωστή αναπαραγωγή στον παραλήπτη ανεξάρτητα από την μεταβλητή καθυστέρηση που εισάγεται, χρησιμοποιείται σε αυτόν ένας προσωρινός καταχωρητής. Στην μεριά του παραλήπτη, οι αποκωδικοποιητές μπορούν να υλοποιούν μεθόδους απόκρυψης των χαμένων πακέτων (PLC), που παράγουν υποκατάστατα για τα χαμένα πακέτα. Τα υποκατάστατα αυτά μπορεί να είναι η εισαγωγή σιωπής, θορύβου ή η επανάληψη ενός προηγούμενου πακέτου. Πιο προχωρημένα σχήματα προσπαθούν να βρουν ένα κατάλληλο υποκατάστατο βάσει των χαρακτηριστικών του σήματος στην γειτονιά των χαμένων πακέτων. Επιπλέον μηχανισμοί για την αποκατάσταση χαμένων πακέτων είναι η χρησιμοποίηση μεθόδων FEC, η παρεμβολή πλαισίων κατά την

δημιουργία των πακέτων, ο περιορισμένος αριθμός αναμεταδόσεων και σήμα ανάδρασης για να ειδοποιηθεί οι αποστολέας να αλλάξει ρυθμό ή κωδικοποιητή.

### ***B.1.2 Υπηρεσίες ανεκτές ως προς την καθυστέρηση (μη πραγματικού χρόνου)***

Οι υπηρεσίες που είναι ανεκτές στην καθυστέρηση είναι η απομακρυσμένη χρήση συστημάτων, η μετάδοση στο παρασκήνιο κτλ.

Η απομακρυσμένη χρήση συστημάτων αποτελεί ένα μεγάλο ποσοστό της αλληλεπιδραστικής υπηρεσίας (interactive) του UMTS και ένα αναπόσπαστο μέρος της κίνησης των μελλοντικών ασύρματων δικτύων τέταρτης γενιάς. Η υπηρεσία αυτή καλύπτει περιπτώσεις που ο τελικός χρήστης (μηχανή ή άνθρωπος) αιτείται δεδομένα σε απομακρυσμένο εξοπλισμό (π.χ. έναν εξυπηρετητή). Τυπικά παραδείγματα ανθρώπινης αλληλεπίδρασης με απομακρυσμένο εξοπλισμό αποτελούν η περιήγηση στο Internet (Web browsing), η ανάκτηση δεδομένων από μια βάση και η πρόσβαση σε εξυπηρετητή. Παραδείγματα αλληλεπίδρασης μηχανής είναι η δειγματοληψία (polling) για αρχεία μετρήσεων και αυτόματες αναζητήσεις σε βάσεις δεδομένων. Στην κατηγορία της απομακρυσμένης χρήσης συστημάτων ανήκουν και υπηρεσίες που βασίζονται στον εντοπισμό θέσης και αναμένεται να έχουν σημαντικό ρόλο στο μέλλον.

Στο σημείο αυτό πρέπει να γίνουν δύο παρατηρήσεις. Πρώτον, μερικές από τις υπηρεσίες που προαναφέρθηκαν χαρακτηρίζονται ευρέως από ένα σχήμα αίτησης και απάντησης στην αίτηση. Στον προορισμό του μηνύματος υπάρχει μια οντότητα που αναμένει την απάντηση εντός συγκεκριμένου χρόνου. Προφανώς, ανάλογα με την υπηρεσία, η ανάκτηση των δεδομένων μπορεί να γίνει αλληλεπιδραστικά ή στο παρασκήνιο. Σαφώς, η αναφορά που γίνεται στην παράγραφο αυτή καλύπτει την δεύτερη περίπτωση. Για παράδειγμα, πριν το ταξίδι σε μια άγνωστη πόλη, κάποιος μπορεί να κάνει αίτηση για ανάκτηση δεδομένων, σχετικών με συγκεκριμένα σημεία ενδιαφέροντος στην πόλη, κατά την διάρκεια της νύχτας. Σε αντίθετη περίπτωση, η υπηρεσία θα ήταν πραγματικού χρόνου. Η δεύτερη παρατήρηση είναι ότι στο προτεινόμενο σχήμα δίνεται έμφαση στην ζεύξη ανόδου και επομένως, χρήζουν σημασίας οι αιτήσεις που λαμβάνουν χώρα. Έτσι, η απομακρυσμένη χρήση

συστημάτων χαρακτηρίζεται από ανοχή στην καθυστέρηση, αλλά σε μικρότερο βαθμό από την μετάδοση στο παρασκήνιο.

Η μετάδοση στο παρασκήνιο καλύπτει περιπτώσεις κίνησης δεδομένων όπως μηνύματα ηλεκτρονικού ταχυδρομείου, SMS, «κατέβασμα» δεδομένων από βάσεις ή λήψη αρχείων μετρήσεων, δηλαδή γεγονότα που δεν απαιτούν άμεση δράση. Στην μεριά του παραλήπτη, τα δεδομένα δεν αναμένονται εντός συγκεκριμένου χρονικού διαστήματος. Η καθυστέρηση μπορεί να ανέρχεται από δέκατα δευτερολέπτου σε λεπτά. Κύριο χαρακτηριστικό της μετάδοσης στο παρασκήνιο είναι, λοιπόν, η μεγάλη ανοχή στην καθυστέρηση. Στην ζεύξη ανόδου που αποτελεί το μέρος έρευνας του προτεινόμενου σχήματος, μεταφέρονται σημαντικές ποσότητες δεδομένων και όχι απλά αιτήσεις όπως στην απομακρυσμένη χρήση συστημάτων. Ιδιαίτερα, αυτό ισχύει στην μεταφορά δεδομένων υπολογιστή.

Ένα άλλο χαρακτηριστικό των υπηρεσιών μη πραγματικού χρόνου είναι ότι η μετάδοση των δεδομένων πρέπει να είναι αξιόπιστη. Οι υπηρεσίες που αναφέρθηκαν δεν χαρακτηρίζονται από την ίδια απαίτηση σε αξιοπιστία, καθώς για παράδειγμα η μετάδοση στο παρασκήνιο πρέπει να λαμβάνει χώρα χωρίς λάθη, ενώ η απομακρυσμένη χρήση συστημάτων επιτρέπει ένα πολύ μικρό ρυθμό λαθών. Η αξιόπιστη μετάδοση δεδομένων απαιτεί την χρήση του πρωτοκόλλου στρώματος μεταφοράς TCP για την από άκρο σε άκρο μετάδοση πάνω στην αναξιόπιστη IP σύνδεση. Δεδομένου ότι η υπηρεσία είναι μη πραγματικού χρόνου, ανεκτή στην καθυστέρηση και απαιτεί υψηλή αξιοπιστία, επιτρέπονται άπειρες αναμεταδόσεις. Εάν ένα πακέτο ζεύξης δεδομένων μεταδίδεται επιτυχώς σε ένα πλαίσιο ζεύξης ανόδου, ένα μήνυμα επιβεβαίωσης λήψης (ACK) λαμβάνεται πριν τις χρονοσχισμές του επόμενου πλαισίου ζεύξης ανόδου (2.1). Στην αντίθετη περίπτωση, το πακέτο θα μεταδίδεται συνεχώς στα επόμενα πλαίσια μέχρις ότου ληφθεί επιτυχώς.

Το κύριο πρόβλημα με το πρωτόκολλο TCP είναι ότι έχει αναπτυχθεί για ενσύρματα δίκτυα με αξιόπιστες φυσικές ζεύξεις. Όταν μια σύνδεση TCP λαμβάνει χώρα σε ένα ασύρματο περιβάλλον, η επίδοσή της σε διέλευση υποβιβάζεται, καθότι το TCP θεωρεί τα χαμένα πακέτα που οφείλονται σε αναξιόπιστη μετάδοση ως ένδειξη συμφόρησης και χαμηλώνει το ρυθμό μετάδοσης και ακολούθως το αυξάνει, υποχρησιμοποιώντας το διαθέσιμο εύρος ζώνης. Για να βελτιωθεί η επίδοση του συστήματος, είναι απαραίτητο ένα υβριδικό σχήμα ελέγχου λαθών στο στρώμα ζεύξης δεδομένων FEC/ARQ. Τότε όμως, το σχήμα με τις άπειρες αναμεταδόσεις μπορεί να εισάγει ανταγωνιστικές αναμεταδόσεις μεταξύ του πρωτοκόλλου TCP και

του ARQ του στρώματος ζεύξης δεδομένων, εξαιτίας των πρόωρων λήξεων χρόνου σε TCP επίπεδο και την εκτός σειρά παράδοση των πακέτων TCP. Το πρόβλημα εξηγείται πλήρως στην [1], όπου και αναλύεται γιατί η επίδραση σε ένα σχήμα παρόμοιο με το προτεινόμενο είναι αμελητέα.

Στο προτεινόμενο σχήμα, το μέγεθος του TCP πακέτου καθορίζεται κατά τα γνωστά από την μέγιστη μονάδα μεταφοράς του δικτύου. Προτού λάβει χώρα η μετάδοση, τα TCP πακέτα αυτά διασπώνται σε πακέτα μικρότερου μεγέθους. Πιο συγκεκριμένα, κάθε πακέτο τεμαχίζεται σε έναν αριθμό RLC μονάδων πληροφορίας (RLC PDUs) σταθερού μεγέθους, που εξαρτάται από τον βασικό ρυθμό μετάδοσης  $R_b$  του συστήματος, σύμφωνα με τα όσα αναφέρθηκαν στην παράγραφο 3.2.2. Η επίδοση μιας υπηρεσίας μη πραγματικού χρόνου εξαρτάται από μια κύρια παράμετρο, την διέλευση, η οποία πρέπει να προσεγγίζει έναν στόχο ρυθμό μετάδοσης, ακόμα και σε περίοδο συμφόρησης του δικτύου. Εννοείται ότι το κριτήριο της διέλευσης πρέπει να συνοδεύεται από αξιόπιστη μετάδοση από άκρο σε άκρο.

## **B.2. Μοντέλα κίνησης πολυμέσων**

Τα μοντέλα κίνησης που μπορούν να χρησιμοποιηθούν για την αποτίμηση της επίδοσης του προτεινόμενου σχήματος είναι παρόμοια με τα αντίστοιχα των αναφορών [2], [3], [11] και [26]. Διακρίνονται έξι τύποι κίνησης:

- Υπηρεσία φωνής και συγκεκριμένα μετάδοση VoIP.
- CBR υπηρεσία audio.
- CBR υπηρεσία video.
- VBR υπηρεσία video.
- ABR δεδομένα υπολογιστή.
- ABR κίνηση ηλεκτρονικού ταχυδρομείου (email).

Είναι εμφανής η κατηγοριοποίηση με κριτήριο την μορφή του ρυθμού αποστολής της πληροφορίας. Οι υπηρεσίες αυτές διαφέρουν, όμως, κατά κύριο λόγο, ως προς τις απαιτήσεις τους σε ποιότητα υπηρεσίας. Ο κύριος διαχωρισμός, όπως αναφέρθηκε προηγουμένως (*B.1*), γίνεται βάσει της ευαισθησίας της υπηρεσίας ως προς την καθυστέρηση. Έτσι, τα τέσσερα πρώτα μοντέλα κίνησης χαρακτηρίζονται ως πραγματικού χρόνου, ενώ τα επόμενα δύο ως μη πραγματικού χρόνου. Στις

ακόλουθες παραγράφους, περιγράφονται τα χαρακτηριστικά και οι απαιτήσεις των μοντέλων κίνησης που προαναφέρθηκαν και δίνονται κάποιες τυπικές τιμές.

### ***B.2.1 Μοντελοποίηση φωνής - VoIP***

Το συνηθέστερο μοντέλο που χρησιμοποιείται για την δημιουργία της ομιλίας βασίζεται σε μια Markov αλυσίδα δύο καταστάσεων. Η συμπεριφορά κατά την διάρκεια μιας συζήτησης περιλαμβάνει ομιλία ή σιωπή (παύση ή ακρόαση). Εναλλακτικά, μπορεί να χρησιμοποιηθεί αλυσίδα τριών καταστάσεων, εάν η παύση και η αναμονή θεωρηθούν ξεχωριστές καταστάσεις. Παρόμοια στο μοντέλο, θεωρείται ότι η πηγή παράγει ριπές ομιλίας και διάκενα σιωπής. Σε άλλες προσεγγίσεις ([2], [3], [11], [26]), διακρίνονται επιπλέον εντός των ριπών ομιλίας μικρότερες ριπές ομιλίας και διάκενα σιωπής, που είναι το αποτέλεσμα μικρής δραστηριότητας και διαστημάτων σίγασης που χαρακτηρίζουν τον συνεχή λόγο.

Το μοντέλο θεωρεί ότι τόσο η διάρκεια των συζητήσεων, όσο και οι διάρκειες των ριπών ομιλίας και διακένων σιωπής, ακολουθούν εκθετική κατανομή. Επιπλέον, οι διάρκειες ριπών και διακένων θεωρούνται στατιστικά ανεξάρτητες μεταξύ τους. Τυπικές τιμές για τις μέσες διάρκειες της συνομιλίας, της ριπής ομιλίας, του διακένου σιωπής, της μικρής ριπής ομιλίας και του μικρού διακένου σιωπής είναι 180 sec, 1 sec, 1.35 sec, 0.275 sec και 0.050 sec αντίστοιχα. Σύμφωνα με τα όσα αναφέρθηκαν στην παράγραφο *B.1.1*, η μετάδοση της φωνής γίνεται πάνω σε IP, με χρήση κωδικοποιητών, που παράγουν κάποιο σταθερό ρυθμό bit (CBR) σε kbps κατά την διάρκεια των ριπών ομιλίας ή των μικρών ριπών ομιλίας. Ένας διαδομένος κωδικοποιητής είναι ο G.729 με ρυθμό bit 8 kbps.

Η κίνηση φωνής αναμένεται να συνεχίσει να καταλαμβάνει το συντριπτικό ποσοστό των συνολικών αφίξεων των κινητών τερματικών (π.χ. 70%), τουλάχιστον για τα πρώτα χρόνια λειτουργίας των συστημάτων πέραν της τρίτης γενιάς. Η υπηρεσία αυτή είναι η πιο ευαίσθητη στην καθυστέρηση και η πιο ανεκτή σε ρυθμό λαθών ή σε απαιτούμενο λόγο ενέργειας σήματος προς παρεμβολή. Τυπικές τιμές αποτελούν τα 2 πλαίσια των 10 msec έκαστο (από κινητό σε σταθμό βάσης) για την καθυστέρηση και  $10^{-3}$  ή 2.54 dB για τον λόγο  $E_b/N_0$ . Τέλος, η απώλεια πακέτου πρέπει να είναι μικρότερη από 1% για την εξασφάλιση επαρκούς ποιότητας στην ομιλία.

### ***B.2.2 Μοντελοποίηση CBR υπηρεσίας audio***

Το μοντέλο αυτό αντιπροσωπεύει π.χ. την μετάδοση ενός συνεχούς ρεύματος bit ενός ψηφιακού σήματος audio ενός στερεοφωνικού σταθμού FM. Ο ρυθμός μετάδοσης είναι σταθερός (128 kbps) με διάρκεια που ακολουθεί εκθετική κατανομή μέσης τιμής π.χ. 180 sec. Η υπηρεσία αυτή είναι περισσότερο ανθεκτική στην καθυστέρηση από την φωνή (6 πλαίσια των 10 msec έκαστο), αλλά πιο ευαίσθητη σε λάθη (BER  $10^{-4}$  ή λόγο ενέργειας σήματος προς παρεμβολή 2.72 dB). Η υπηρεσία αναμένεται να έχει ένα μικρό ποσοστό (π.χ. 3%) των συνολικών αφίξεων.

### ***B.2.3 Μοντελοποίηση CBR υπηρεσίας video***

Το μοντέλο αυτό αντιπροσωπεύει την μετάδοση ενός συνεχούς ρεύματος bit video. Ο ρυθμός μετάδοσης είναι σταθερός (220 kbps) με διάρκεια που ακολουθεί εκθετική κατανομή μέσης τιμής π.χ. 360 sec. Η υπηρεσία αυτή είναι περισσότερο ανθεκτική στην καθυστέρηση από την φωνή (4 πλαίσια των 10 msec έκαστο), αλλά πιο ευαίσθητη σε λάθη (BER  $10^{-5}$  ή λόγο ενέργειας σήματος προς παρεμβολή 2.91 dB). Η υπηρεσία αναμένεται να έχει ένα μικρό ποσοστό (π.χ. 4%) των συνολικών αφίξεων.

### ***B.2.4 Μοντελοποίηση VBR υπηρεσίας video***

Το μοντέλο αυτό προσπαθεί να μιμηθεί τα χαρακτηριστικά της κίνησης video (π.χ. videoconference), η οποία χαρακτηρίζεται από μεταβλητό ρυθμό bit. Μια τέτοια κίνηση μοντελοποιείται με πολλαπλές καταστάσεις, όπου κάθε κατάσταση παράγει ένα συνεχές ρεύμα bit για κάποια συγκεκριμένη διάρκεια. Η τιμή του ρυθμού bit σε κάθε κατάσταση είναι σταθερή και βρίσκεται από μια αποκομμένη εκθετική κατανομή, η οποία ορίζεται με μια μέση, ελάχιστη και μέγιστη τιμή. Οι διάρκειες παραμονής σε κάποια κατάσταση υποτίθεται ότι είναι στατιστικά ανεξάρτητες και ότι ακολουθούν εκθετική κατανομή. Η συνολική διάρκεια της σύνδεσης ακολουθεί, επίσης, εκθετική κατανομή.



Τυπικές τιμές για την μέση διάρκεια σύνδεσης video και την μέση διάρκεια παραμονής σε μια κατάσταση είναι 180 sec και 160 msec αντίστοιχα. Ο ελάχιστος, μέγιστος και μέσος ρυθμός είναι 120, 420 και 239 σε kbps. Επίσης, τονίζεται πως η κίνηση video είναι ευαίσθητη στην καθυστέρηση, αν και πιο ανθεκτική από την υπηρεσία φωνής (4 πλαίσια των 10 msec έκαστο από κινητό σε σταθμό βάσης). Ο απαιτούμενος λόγος ενέργειας σήματος προς παρεμβολή είναι 3.08 dB και ο ρυθμός BER  $10^{-6}$ . Η υπηρεσία αναμένεται να έχει ένα μικρό ποσοστό (π.χ. 4%) των συνολικών αφίξεων.

### ***B.2.5 Μοντελοποίηση ABR δεδομένων υπολογιστή ή μηνυμάτων email.***

Το μοντέλο αυτό χρησιμοποιείται για να προσομοιώσει μια υπηρεσία μη πραγματικού χρόνου. Μπορεί να χρησιμοποιηθεί εξίσου για κίνηση δεδομένων υπολογιστή και email με διαφορετικές τυπικές τιμές. Η καθυστέρηση μπορεί να λαμβάνει αρκετά μεγάλες πεπερασμένες τιμές (100 πλαίσια των 10 msec έκαστο) στην περίπτωση απομακρυσμένης χρήσης συστημάτων ή και να γίνεται ίση με άπειρο σε κίνηση δεδομένων υπολογιστή ή email. Το μήκος κάθε μηνύματος και ο ρυθμός παραγωγής μηνυμάτων θεωρείται ότι ακολουθούν εκθετική κατανομή.

Οι υπηρεσίες αυτές απαιτούν αξιόπιστη μεταφορά από άκρο σε άκρο. Ο μέγιστος ανεκτός ρυθμός λαθών και ο απαιτούμενος λόγος ενέργειας σήματος προς παρεμβολή λαμβάνουν τυπικές τιμές 0 και 2.75 dB αντίστοιχα. Η υπηρεσία ABR δεδομένων υπολογιστή αναμένεται να έχει ένα αρκετά μεγάλο ποσοστό (π.χ. 15%) των συνολικών αφίξεων, ενώ η κίνηση email θα λαμβάνει μικρότερο ποσοστό (π.χ. 4%). Η κίνηση ηλεκτρονικού ταχυδρομείου (email) μπορεί να προσομοιωθεί εναλλακτικά με το μοντέλο που περιγράφεται στην αναφορά [2].



## ΑΝΑΦΟΡΕΣ

- [1] Hai Jiang and Weihua Zhuang, "Quality-of-Service Provisioning in Future 4G CDMA Cellular Networks," *IEEE Wireless Communications*, April 2004, pp. 48-54.
- [2] Akyildiz, I.F., Levine, D., and Joe, I., "A Slotted CDMA Protocol with BER Scheduling for Wireless Multimedia Networks," *IEEE/ACM Transactions on Networking*, vol. 7, no. 2, pp. 146-159, April 1999.
- [3] X. Wang, "A Wideband TD-CDMA MAC Protocol with Minimum-Power Allocation and Rate- and BER-Scheduling for Wireless Multimedia Networks," *IEEE/ACM Transactions on Networking*, vol. 12, no. 1, pp. 103-116, Feb. 2004.
- [4] Martin Haardt *et al.* , "The TD-CDMA Based UTRA TDD Mode," *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, vol. 18, August 2000, pp. 1375-1385.
- [5] Ian F. Akyildiz and Xudong Wang, "A New Medium Access Control Protocol for TDD Mode Wideband CDMA Wireless Local Area Networks," *in proceedings of European Wireless 2002*, Florence, Italy, 2002.
- [6] Tsern - Huei Lee and Jui Teng Wang, "Admission Control for Variable Spreading Gain CDMA Wireless Packet Networks," *IEEE Trans. Veh. Technol.*, vol. 49, no. 2, pp. 565-575, March 2000.
- [7] S. Ramakrishna and J. M. Holtzman, "A scheme for throughput maximization in a dual-class CDMA system," *IEEE J. Select. Areas Commun.*, vol. 16, no. 6, pp. 830-844, August 1998.
- [8] Seong - Jun Oh and Kimberly M. Wasserman, "Dynamic Spreading Gain Control in Multiservice CDMA Networks," *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, vol. 17, no. 5, pp. 918-927, May 1999.
- [9] A. Sampath, P. S. Kumar, and J. M. Holtzman,, "Power Control and Resource Management for a Multimedia CDMA Wireless System," *IEEE PIMRC'95*, 1995, pp. 21-25.

- [10] Ulas C. Kozat *et al.*, “Dynamic Code Assignment and Spreading Gain Adaptation in Synchronous CDMA Wireless Networks,” *IEEE 7<sup>th</sup> Int. Symp. on Spread-Spectrum Tech. & Appl.*, Prague, Czech Republic, Sept. 2-5, 2002.
- [11] Xudong Wang, “An FDD Wideband CDMA MAC Protocol for Wireless Multimedia Networks,” *in proceedings of IEEE INFOCOM 2003*, San Fransico, CA, 2003.
- [12] C.-L. I and R. D. Gitlin, “Multicode CDMA wireless personal communications networks,” *in Proc. IEEE ICC*, June 1995, pp. 1060–1064, Seattle.
- [13] H. Holma, S. Heikkinen, O. Lehtinen, and A. Toskala, “Interference consideration for the time division duplex mode of the UMTS terrestrial radio access,” *IEEE J. Select. Areas Commun.*, vol. 18, pp. 1386–1393, Aug. 2000.
- [14] H. Haas and S. McLaughlin, “A dynamic channel assignment algorithm for a hybrid TDMA/CDMA-TDD interface using the Novel TS-opposing technique,” *IEEE J. Select. Areas Commun.*, vol. 19, no. 10, pp. 1831–1846, Oct. 2001.
- [15] S. V. Hanly, “An algorithm for combined cell-site selection and power control to maximize cellular spread spectrum capacity,” *IEEE J. Select. Areas Commun.*, vol. 13, no. 7, pp. 1332–1340, Sept. 1995.
- [16] Chih-Min Chao *et al.*, “Reducing Internal and External Fragmentations of OVSF Codes in WCDMA Systems With Multiple Codes,” *IEEE Transactions on Wireless Communications*, vol. 4, no. 4, pp. 1516-1526, July 2005.
- [17] R.-G. Cheng, “A code management mechanism for WCDMA mobile communication networks,” *in Proc. Int. Workshop Mobile Communications*, Crete, Greece, 1999, pp. 348–353.
- [18] R.-G. Cheng and P. Lin, “OVSF code channel assignment for IMT-2000,” *in Proc. IEEE Vehicular Technology Conf. (VTC)*, Tokyo, Japan, 2001, vol. 3, pp. 2188–2192.
- [19] F. Shueh, Z.-E. P. Liu, and W.-S. E. Chen, “A fair, efficient, and exchangeable channelization code assignment scheme for IMT-2000,” *in Proc. IEEE Int. Conf. Personal Wireless Communications (ICPWC)*, Hyderabad, India, 2000, pp. 429–433.
- [20] Thit Minn and Kai-Yeung Siu, “Dynamic assignment of orthogonal variable-spreading- factor codes in W-CDMA,” *IEEE J. Sel. Areas Commun.*, vol. 18, no. 8, pp. 1429–1440, Aug. 2000.

- [21] E. Dahlman *et al.* , “WCDMA - The Radio Interface for Future Mobile Multimedia Communications,” *IEEE Trans. Veh. Technol.*, vol. 47, no. 4, pp. 1105-1117, Nov. 1998.
- [22] J. Zander, “Performance of Optimum Transmitter Power Control in Cellular Radio Systems,” *IEEE Trans. Veh. Technol.*, vol. 41, no. 1, pp. 57-62, Feb. 1992.
- [23] R. Yates and C. Y. Huang, “Integrated Power Control and Base Station Assignment,” *IEEE Trans. Veh. Technol.*, vol. 44, no. 3, Aug. 1995.
- [24] L. Song, N.B. Mandayam, and Z. Gajic, “Analysis of an Up/Down Power Control Algorithm for the CDMA Reverse Link under Fading,” *IEEE J. Selected Areas Comm.*, vol. 19, no. 2, pp. 277-286, Feb. 2001.
- [25] Jorge Nocedal and Stephen J. Wright, “Numerical Optimization”, Springer-Verlag, New York, 1999.
- [26] X. Wang, “An FDD Wideband CDMA MAC Protocol with Minimum-Power Allocation and GPS-Scheduling for Wireless Wide Area Multimedia Networks,” *IEEE Transactions on Mobile Computing*, vol. 4, no. 1, pp. 16-28, Jan/Feb. 2005.
- [27] J.S. Evans and D. Everitt, “Effective Bandwidth-Based Admission Control for Multiservice CDMA Cellular Networks,” *IEEE Trans. Vehicular Technology*, vol. 48, no. 1, pp. 36-46, Jan. 1999.
- [28] “Robust Header Compression (ROHC),” IETF RFC 3095, July 2001.
- [29] F. Fitzek, and M. Reisslein, “MPEG-4 and H.263 Video Traces for Network Performance Evaluation,” *IEEE Network*, Nov.-Dec. 2001, pp. 40-54.
- [30] Lin Wang, A.H Aghvami, W.G. Chambers, “Design Issues of Uplink Media Access Control (MAC) Protocols for Multimedia Traffic Over DS-CDMA Systems,” *IEEE Transactions on Multimedia*, Volume 7, No. 3, June 2005, pp. 551 - 562.
- [31] O. Gurbuz, H. Owen, “Dynamic resource scheduling schemes for W-CDMA systems,” *IEEE Communications Magazine*, Volume 38, No. 10, Oct. 2000, pp. 80 - 84.
- [32] Seong-Jun Oh, Danlu Zhang, K.M. Wasserman, “Optimal resource allocation in multiservice CDMA networks,” *IEEE Transactions on Wireless Communications*, Volume 2, No. 4, Jul 2003, pp. 811 - 821.

- [33] S.A. Jafar, A. Goldsmith, "Adaptive multirate CDMA for uplink throughput maximization," *IEEE Transactions on Wireless Communications*, Volume 2, No. 2, March 2003, pp. 218 - 228.
- [34] Tao Shu, Zhisheng Niu, "A throughput-efficient and channel-adaptive scheduling scheme in voice/data DS-CDMA networks with transmission power constraints," *Wireless Communications and Mobile Computing*, Volume 3, No. 7, Nov 2003, pp. 879 - 894.
- [35] Hai Jiang, Weihua Zhuang, Xuemin Shen, Qi Bi, "Quality-of-service provisioning and efficient resource utilization in CDMA cellular communications," *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, Volume 24, No. 1, Jan 2006, pp. 4 - 15.
- [36] Hai Jiang, Weihua Zhuang, "Cross-layer resource allocation for integrated Voice/Data traffic in wireless cellular networks," *IEEE Transactions on Wireless Communications*, Volume 5, No. 2, Feb. 2006, pp. 457 - 468.
- [37] Chengzhou Li, Papavassiliou S., "On the fairness and throughput tradeoff of multi-user uplink scheduling in WCDMA systems," *IEEE Vehicular Technology Conference*, Volume 1, Sept. 2005, pp. 206 - 210.
- [38] Dong Kim, Long Le, Ekram Hossain, "Joint rate and power allocation for cognitive radios in dynamic spectrum access environment," *IEEE Transactions on Wireless Communications*, Volume 7, No. 12, Dec. 2008, pp. 5517 - 5527.
- [39] Harri Holma and Antti Toskala, "WCDMA FOR UMTS Radio Access For Third Generation Mobile Communications", *Wiley*, Revised Edition, Spring 2001.
- [40] R.L. Aguiar, A. Sarma, D. Bijwaard, L. Marchetti, P. Pacyna, "Pervasiveness in a competitive multi-operator environment: the daidalos project," *IEEE Communications Magazine*, Volume 45, Issue 10, October 2007, pp. 22-26.
- [41] Panagiotis T. Vlachas, Eleni A. Kolokotroni, Elias Z. Tragos, Michael E. Theologou, "A hybrid multirate MAC protocol providing trade-off between throughput and fairness in future TD-CDMA networks," *European Transactions on Telecommunications Wiley*, Volume 21, Issue 1, January 2010, pp. 64-72.

## ΔΗΜΟΣΙΕΥΣΕΙΣ

### Περιοδικά:

1. Panagiotis T. Vlacheas, Eleni A. Kolokotroni, Elias Z. Tragos, Michael E. Theologou, “A hybrid multirate MAC protocol providing trade-off between throughput and fairness in future TD-CDMA networks,” *European Transactions on Telecommunications Wiley*, Volume 21, Issue 1, January 2010, pp. 64-72. (DOI: 10.1002/ett.1402).
2. Elias Z. Tragos, Albena Mihovska, Emilio Mino-Diaz, Pantelis Karamolegkos, Panagiotis T. Vlacheas, Jijun Luo, “Access Selection and Mobility Management in a beyond 3G RAN: the WINNER Approach,” *Special Issue of Telecommunication Systems Springer*, Volume 42, Numbers 3-4, December 2009, pp. 165-177 (DOI: 10.1007/s11235-009-9179-4).
3. Pantelis N. Karamolegkos, Charalampos Z. Patrikakis, Nikolaos D. Doulamis, Panagiotis T. Vlacheas, Ioannis G. Nikolakopoulos, “An Evaluation Study of Clustering Algorithms in the Scope of User Communities Assessment,” *Computers & Mathematics with Applications Elsevier*, Volume 58, Issue 8, October 2009, pp. 1498-1519 (DOI: 10.1016/j.camwa.2009.05.023).

### Συνέδρια:

1. Panagiotis Vlacheas, Dimitris Charilas, Elias Tragos, Ourania Markaki, “Maximizing Quality of Service for Customers and Revenue for Service Providers through a Noncooperative Admission Control Game,” *ICT Mobile Summit 2008*, 10 - 12 June 2008, Stockholm, Sweden.
2. Nikos Koutsouris, Panagiotis Vlacheas, Loris Marchetti, Teodor Buburuzan, Efstathios Sykas, “Management of mobile terminals in multi-homed B3G network environments,” *ICT Mobile Summit 2008*, 10 - 12 June 2008, Stockholm, Sweden.
3. Dimitris E. Charilas, Athanasios D. Panagopoulos, Panagiotis Vlacheas, Ourania I. Markaki and Philip Constantinou, “Congestion avoidance control through non-cooperative games between customers and service providers,” *1st International*

*Conference on Mobile Lightweight Wireless Systems (MOBILIGHT 2009)*, 18-20 May 2009.

4. Dimitris E. Charilas, Ourania I. Markaki, Panagiotis T. Vlachas, "Admission Control as a Non-Cooperative Multi-Stage Game between Wireless Networks," 16th International Conference on Systems, Signals and Image Processing, 18-20 June 2009.
5. A. Mihovska, E. Tragos, S. Kyriazakos, P. Anggraeni, P. Vlachas and N. R. Prasad, "Practical Implementation of Cooperative Radio Resource Management," *Networking and Electronic Commerce Research Conference 2008 (NAEC 2008)* Lake Garda, Italy, September 25-28, 2008 (invited paper).
6. Elias Tragos, Albena Mihovska, Emilio-Mino Diaz, Pantelis Karamolegkos, Panagiotis T. Vlachas, Jijun Luo, "Access selection and mobility management in a beyond 3G RAN: the WINNER approach," *The 5-th ACM International Workshop on Mobility Management and Wireless Access (MobiWAC)*, October 22nd, 2007, *In conjunction with MSWiM 2007* (the 10-th ACM/IEEE International Symposium on Modeling, Analysis and Simulation of Wireless and Mobile Systems) October 22 - 26, 2007, Chania, Crete, Greece.