

ΑΛΓΟΡΙΘΜΟΙ ΠΟΙΟΤΗΤΑΣ ΥΠΗΡΕΣΙΩΝ ΣΕ ΑΣΥΡΜΑΤΑ ΔΙΚΤΥΑ
IEEE 802.11e

Η
ΜΕΤΑΠΤΥΧΙΑΚΗ ΕΡΓΑΣΙΑ ΕΞΕΙΔΙΚΕΥΣΗΣ

Υποβάλλεται στην

ορισθείσα από την Γενική Συνέλευση Ειδικής Σύνθεσης
του Τμήματος Πληροφορικής
Εξεταστική Επιτροπή

από την

Ασημίνα Φασουράκη

ως μέρος των Υποχρεώσεων

για τη λήψη

του

ΜΕΤΑΠΤΥΧΙΑΚΟΥ ΔΙΠΛΩΜΑΤΟΣ ΣΤΗΝ ΠΛΗΡΟΦΟΡΙΚΗ
ΜΕ ΕΞΕΙΔΙΚΕΥΣΗ ΣΤΑ ΥΠΟΛΟΓΙΣΤΙΚΑ ΣΥΣΤΗΜΑΤΑ

Μάιος 2010

ΑΦΙΕΡΩΣΗ

Στους γονείς μου και στους φίλους μου.

ΕΥΧΑΡΙΣΤΙΕΣ

Αρχικά θα ήθελα να ευχαριστήσω τον επιβλέποντα καθηγητή μου κ. Ευάγγελο Παπαπέτρου για την πολύτιμη βοήθεια, υποστήριξη και κατανόηση που μου παρείχε κατά τη διάρκεια της εκπόνησης της μεταπτυχιακής μου εργασίας.

Στους γονείς μου, Ιωάννα και Γιώργο, οφείλω ένα πολύ μεγάλο ευχαριστώ. Ήταν και είναι δίπλα μου και με στηρίζουν σε οποιαδήποτε απόφασή μου. Τους ευχαριστώ όχι μόνο για την οικονομική υποστήριξη κατά τη διάρκεια των σπουδών μου αλλά και για την ηθική υποστήριξη που μου παρέχουν όποτε τη χρειάζομαι.

Τέλος, θα ήθελα να ευχαριστήσω τους φίλους μου που ήταν δίπλα μου όλα αυτά τα χρόνια και με τους οποίους πέρασα τις πιο ωραίες στιγμές. Ιδιαίτερο ευχαριστώ στην παρέα μου τον τελευταίο αυτό χρόνο για την υπομονή και υποστήριξή της. Τώρα μπορούμε να πάμε για όσα τσίπουρα θέλετε.

ΠΕΡΙΕΧΟΜΕΝΑ

ΚΕΦΑΛΑΙΟ 1. Εισαγωγή	1
1.1. Ασύρματα Δίκτυα και Ποιότητα Υπηρεσιών	1
1.2. Αντικείμενο της Διατριβής	3
1.3. Διάρθρωση της διατριβής	5
ΚΕΦΑΛΑΙΟ 2. Σχετική Βιβλιογραφία	7
2.1. Προταθέντες αλγόριθμοι για ποιότητα υπηρεσιών	7
2.1.1. Αλγόριθμοι με χρονικούς περιορισμούς	7
2.1.2. Αλγόριθμοι βασισμένοι στην εκτίμηση του μήκους ουράς	8
2.1.3. Υβριδικοί HCCA/EDCA αλγόριθμοι	9
2.1.4. Αλγόριθμοι βασισμένοι στον EDCA μηχανισμό	10
ΚΕΦΑΛΑΙΟ 3. Το Πρόβλημα του Χρονοπρογραμματισμού σε Δίκτυα IEEE 802.11e	12
3.1. Λειτουργία του πρωτοκόλλου IEEE 802.11e	12
3.1.1. Enhanced Distributed Coordination Access	13
3.1.2. Hybrid Coordination Function Controlled Channel Access	15
3.1.3. Ο αλγόριθμος Reference	18
3.2. Ερευνητικά ζητήματα	20
3.3. Ο αλγόριθμος FHCF	22
3.3.1. QAP scheduler	24
3.3.2. Node scheduler	27
3.4. Ο αλγόριθμος ESAC	28
3.5. Μειονεκτήματα των αλγορίθμων	33
ΚΕΦΑΛΑΙΟ 4. Προτεινόμενοι Αλγόριθμοι	35
4.1. Ο αλγόριθμος Multi Service Interval Fair Scheduling (MSF)	35
4.2. Ο αλγόριθμος MSF with Worst-Fit based admission (MSF-WF)	42
ΚΕΦΑΛΑΙΟ 5. Αξιολόγηση Αλγορίθμων Ποιότητας Υπηρεσιών	51
5.2. Πειραματικά αποτελέσματα	56
5.2.1. Ανάλυση πρώτου σεναρίου	56
5.2.2. Ανάλυση δεύτερου σεναρίου	63
5.2.3. Admission Πείραμα	68
ΚΕΦΑΛΑΙΟ 6. Γενικά Συμπεράσματα	72
6.1. Γενικά συμπεράσματα	72
ΑΝΑΦΟΡΕΣ	74
Σύντομο Βιογραφικό	79

ΕΥΡΕΤΗΡΙΟ ΠΙΝΑΚΩΝ

1.1 Αυστηρότητα των απαιτήσεων ποιότητας υπηρεσιών από ποικίλες εφαρμογές	2
3.1 Αντιστοίχιση μεταξύ UP και AC	13
3.2 Πίνακας με SIs όπου το BSI ισούται με 20ms	29
5.1 Παράμετροι της προσομοίωσης	52
5.2 Χαρακτηριστικά των εφαρμογών για το πρώτο πείραμα	53
5.3 Τιμές SI που ανατίθενται στα TSs του πρώτου πειράματος	54
5.4 Χαρακτηριστικά των εφαρμογών για το δεύτερο πείραμα	54
5.5 Μέσος όρος πλήθους TSs που έγιναν δεκτά για εξυπηρέτηση	55
5.6 Αποτελέσματα των admission σεναρίων	69
5.7 Πλήθος των TSs έγιναν δεκτά για εξυπηρέτηση	70

ΕΥΡΕΤΗΡΙΟ ΣΧΗΜΑΤΩΝ

3.1	Ανταγωνισμός μεταξύ των ACs στο ίδιο τερματικό	14
3.2	Beacon interval του προτύπου IEEE 802.11e	15
3.3	Μετάδοση πακέτων με το μηχανισμό HCCA	18
3.4	Εξυπηρέτηση των TSs με τον αλγόριθμο FHCF	26
3.5	Σύγκριση του τρόπου εξυπηρέτησης των TSs μεταξύ των αλγόριθμων (a) Reference και FHCF με τον (b) αλγόριθμο ESAC	29
3.6	Δέντρο τριών επιπέδων που δημιουργείται με τον αλγόριθμο ESAC	30
3.7	Σειρά εξυπηρέτησης των TS που ανήκουν σε κάθε polling group	31
3.8	Δέντρο πριν την εισαγωγή του νέου TS	32
3.9	Δέντρο μετά την εισαγωγή του TS	33
4.1	Το P_i είναι το polling group που εξυπηρετείται	39
4.2	(a) Εξυπηρέτηση κάθε TS_i σύμφωνα με το SI_i που του έχει ανατεθεί (b) Έκτακτη εξυπηρέτηση κάθε TS_D σύμφωνα με τον αλγόριθμο MSF	41
4.3	Δέντρο που έχει δημιουργηθεί με τον αλγόριθμο MSF	43
4.4	Υπολογισμός Rem_TXOP_i κάθε P_i και υπολογισμός ελάχιστου Rem_TXOP ενός συνόλου polling group	46
4.5	(a) Δέντρο πριν την εισαγωγή του TS_I (b) Δέντρο μετά την εισαγωγή του TS_I με τον αλγόριθμο MSF_WF	48
4.6	Αποτέλεσμα εισαγωγής του TS_I με τη λογική του αλγόριθμου Worst Fit	49
5.1	Σειρά εξυπηρέτησης των TSs με χρήση των αλγόριθμων (a) FHCF, (b) Reference(c) ESAC, (d) MFS-lite και MSF	57
5.2	Εξυπηρέτηση 4 TSs από κάθε τερματικό. (a) Μέση καθυστέρηση μετάδοσης πακέτων και (b) μέση τιμή TXOP κάθε TS	58
5.3	Εξυπηρέτηση 8 TSs από κάθε τερματικό. (a) Μέση καθυστέρηση μετάδοσης πακέτων και (b) μέση τιμή TXOP κάθε TS	60

5.4 Πλήθος αποσταλαμένων Null πλαισίων όταν εξυπηρετούνται (a) 4 TSs και (b) 8 TSs	61
5.5 Μέσος ρυθμός μετάδοσης δεδομένων με κάθε αλγόριθμο (b) Ποσοστό που απασχολεί κάθε αλγόριθμος το κανάλι	63
5.6 Σειρά εξυπηρέτησης των TSs με χρήση των αλγόριθμων (a) FHCF, (b) Reference, (c) ESAC, (d) MSF-lite και MSF	64
5.7 (a) Μέση καθυστέρηση μετάδοσης πακέτων (b) μέση τιμή TXOP στο καθένα από τα 4 TSs	65
5.8 Πλήθος αποσταλαμένων Null πλαισίων όταν εξυπηρετούνται 4 TSs	66
5.9 (a) Μέση καθυστέρηση και (b) μέση τιμή TXOP στο καθένα από τα 15 TSs	67
5.10 Χρονικό διάστημα εξυπηρέτησης κάθε είδους εφαρμογής με τους MSF-lite και MSF αλγόριθμους	67
5.11 (a) Μέσος ρυθμός μετάδοσης δεδομένων (b) Ποσοστό που απασχολεί κάθε αλγόριθμος το κανάλι	68

ΕΠΕΞΗΓΗΣΕΙΣ ΣΥΜΒΟΛΙΣΜΩΝ

- **Access Category (AC):** Ετικέτα για τις παραμέτρους του EDCA μηχανισμού που χρησιμοποιούν οι QSTAs προκειμένου να ανταγωνιστούν για την πρόσβαση στο κανάλι.
- **Access Point (AP):** Οντότητα η οποία στους σταθμούς το δικαίωμα πρόσβασης στο κανάλι.
- **Admission Control:** Διαδικασία η οποία εξασφαλίζει την αποδοχή ενός σταθμού σε ένα δίκτυο χωρίς να παραβιάζει τις δεσμεύσεις που παρουσιάζει το δίκτυο ως προς την αποδοχή των σταθμών.
- **Basic Service Set (BSS):** Συλλογή σταθμών που επικοινωνούν μεταξύ τους σε ένα ασύρματο δίκτυο το οποίο μπορεί να περιλαμβάνει ή να μην περιλαμβάνει έναν σταθμό βάσης (AP)
- **Contention Free Period:** Χρονική περίοδος που παρέχεται από τον AP. Κατά τη διάρκεια της περιόδου δίνεται σε κάθε σταθμό το δικαίωμα μετάδοσης χωρίς να ανταγωνίζεται για το κανάλι.
- **Contention Period:** Χρονική περίοδος κατά τη διάρκεια της οποίας οι σταθμοί ανταγωνίζονται μεταξύ τους για το δικαίωμα μετάδοσης.
- **Controlled Access Phase (CAP):** Χρονικό διάστημα κατά το οποίο ο QAP έχει αποκτήσει τον έλεγχο του καναλιού, εφόσον αυτό έχει παραμείνει ανενεργό για ένα συγκεκριμένο χρονικό διάστημα.
- **Downlink:** Ένας σύνδεσμος μιας κατεύθυνσης από τον AP σε έναν ή περισσότερους σταθμούς.
- **Enhanced Distributed Channel Access (EDCA):** Μηχανισμός πρόσβασης στο κανάλι. Η πρόσβαση πραγματοποιείται με βάση την προτεραιότητα των QSTAs που ανήκουν στο ίδιο BSS.
- **Fragmentation:** Η διαδικασία κατά την οποία ένα πακέτο τεμαχίζεται σε μικρότερα πακέτα.

- **Hybrid Coordination Function Controlled Channel Access (HCCA):** Μηχανισμός πρόσβασης στο κανάλι ο οποίος αξιοποιείται από τον QAP έτσι ώστε να συντονίζει τις μεταδόσεις των πακέτων από τους QSTAs σε περιόδους μη ανταγωνισμού (CFP).
- **Medium Access Control Service Data Unit (MSDU):** Πακέτο δεδομένων που μεταδίδεται στο δίκτυο.
- **Quality of Service Access Point (QAP):** Ένας AP ο οποίος υποστηρίζει ποιότητα υπηρεσιών.
- **Quality of Service Station (QSTA):** Τερματικό το οποίο υποστηρίζει ποιότητα υπηρεσιών.
- **Service Interval (SI):** Το χρονικό διάστημα μεταξύ δυο διαδοχικών περιόδων εξυπηρέτησης.
- **Traffic Identifier (TID):** Αναγνωριστικό που δίνεται στα πακέτα που μεταδίδονται από τους QSTAs για να ξεχωρίζουν από όσα πακέτα μεταδίδονται από σταθμούς που δεν υποστηρίζουν ποιότητα υπηρεσιών.
- **Traffic Specification (TSPEC):** Τα χαρακτηριστικά της εφαρμογής που πρέπει να εξυπηρετηθεί και οι απαιτήσεις της όσον αφορά την ποιότητα υπηρεσιών που χρειάζεται.
- **Traffic Stream (TS):** Εικονική σύνδεση μεταξύ του QAP και ενός QSTA η οποία χαρακτηρίζεται από τα χαρακτηριστικά της εφαρμογής (TSPEC).
- **Transmission Opportunity (TXOP):** Χρονικό διάστημα μέσα στο οποίο ένας QSTA έχει το δικαίωμα μετάδοσης ενός ή περισσότερων πακέτων του.
- **Uplink:** Σύνδεσμος μιας κατεύθυνσης από έναν σταθμό προς τον σταθμό βάσης
- **User Priority (UP):** Τιμή η οποία σχετίζεται με ένα πακέτο που μεταδίδεται και υποδεικνύει ποιος θα είναι ο τρόπος χειρισμού του πακέτου.

ΠΕΡΙΛΗΨΗ

Ασημίνα Φασουράκη του Γεωργίου και της Ιωάννας. MSc, Τμήμα Πληροφορικής, Πανεπιστήμιο Ιωαννίνων, Απρίλιος, 2010. Αλγόριθμοι Ποιότητας Υπηρεσιών σε Ασύρματα Δίκτυα IEEE 802.11e.

Επιβλέπων: Ευάγγελος Παπαπέτρου.

Στη σημερινή εποχή τα ασύρματα τοπικά δίκτυα (WLAN) διαδραματίζουν σημαντικό ρόλο και επηρεάζουν την καθημερινότητα των ανθρώπων. Η ευκολία πρόσβασης που παρέχουν στο διαδίκτυο και η φθηνή αλλά και εύκολη εγκατάστασή τους λόγω έλλειψης ενσύρματης καλωδίωσης έχουν οδηγήσει στην αξιοποίησή τους σε διάφορους χώρους όπως αεροδρόμια, καφετέριες, πανεπιστημιούπολεις, γραφεία. Παράλληλα, η αύξηση της χρήσης εφαρμογών πραγματικού χρόνου από τους χρήστες του διαδικτύου δημιουργεί την αναγκαιότητα για παροχή ποιότητας υπηρεσιών. Το πρότυπο IEEE 802.11, το οποίο δημιουργήθηκε για την υποστήριξη των WLAN δικτύων, προσφέρει την καλύτερη δυνατή υπηρεσία ανεξάρτητα από τα μεταδιδόμενα δεδομένα και το είδος της εφαρμογής. Κάτι τέτοιο το καθιστά ακατάλληλο για την παροχή ποιότητας υπηρεσιών. Έτσι, δημιουργήθηκε ένα νέο πρότυπο το IEEE 802.11e το οποίο ενώ παρέχει κάποια ποιότητα υπηρεσιών εξακολουθεί να παρουσιάζει μειονεκτήματα ως προς την εξυπηρέτηση των εφαρμογών πραγματικού χρόνου.

Η συγκεκριμένη διατριβή επικεντρώνεται στη βελτίωση της ποιότητας υπηρεσιών που παρέχει το πρότυπο IEEE 802.11e επιλύοντας τα προβλήματα που αυτό παρουσιάζει. Ο βασικός αλγόριθμος που έχει ενσωματωθεί στο πρότυπο μειονεκτεί σε δυο τομείς. Ο πρώτος τομέας σχετίζεται με το μηχανισμό αποδοχής χρηστών στο δίκτυο. Το πλήθος των χρηστών που μπορούν να αποκτήσουν πρόσβαση στο δίκτυο κυμαίνεται σε χαμηλά επίπεδα, κάτι που είναι ανεπιθύμητο σε ένα WLAN δίκτυο. Ο δεύτερος τομέας σχετίζεται με την εξυπηρέτηση των αποδεκτών χρηστών. Οι καθυστερήσεις που παρουσιάζονται στη μετάδοση των δεδομένων είναι υψηλές ειδικά σε περίπτωση μεγάλου φόρτου του δικτύου. Κάτι τέτοιο έχει

ως αποτέλεσμα την υποβάθμιση της ποιότητας υπηρεσιών που παρέχεται από το πρότυπο 802.11e. Με σκοπό την επίλυση των παραπάνω προβλημάτων στα πλαίσια της διατριβής προτείνονται δυο νέοι αλγόριθμοι. Ο πρώτος είναι ο αλγόριθμος MSF. Ο συγκεκριμένος αλγόριθμος βελτιώνει την αξιοποίηση του δικτύου συγκριτικά με το βασικό αλγόριθμο του προτύπου. Έτσι, επιτυγχάνει την αποδοχή μεγαλύτερου πλήθους τερματικών συγκριτικά με το βασικό αλγόριθμο, ενώ παράλληλα μειώνει τις καθυστερήσεις που παρουσιάζονται στη μετάδοση των πακέτων. Ο δεύτερος προτεινόμενος αλγόριθμος είναι ο MSF-WF, ο οποίος αποτελεί μια περαιτέρω βελτίωση του MSF. Ο MSF-WF εντοπίζει τα μειονεκτήματα του MSF στον τρόπο αποδοχής των χρηστών και επικεντρώνεται στην επίλυσή τους. Τελικά, πετυχαίνει την αποδοχή μεγαλύτερου πλήθους χρηστών από τον αλγόριθμο MSF, διατηρώντας παράλληλα τα πλεονεκτήματα που παρουσιάζει ο τελευταίος όσον αφορά την εξυπηρέτηση των αποδεκτών χρηστών.

EXTENDED ABSTRACT IN ENGLISH

Fasouraki Asimina, MSc, Computer Science Department, University of Ioannina, Greece.
April, 2010. Quality of Service Algorithms in IEEE 802.11e Wireless Networks.

Thesis Supervisor: Evangelos Papapetrou.

Nowadays, Wireless Local Area Networks (WLANs) hold an important role in everyday life. Due to their low cost and ease of installation, WLANs enjoy widespread deployment in places like airports, cafeterias, campuses, offices, etc. Meanwhile, multimedia applications are increasing tremendously creating the necessity of Quality of Service (QoS) support. The IEEE 802.11 standard does not provide quality of service. Instead, it takes the “best-effort” service approach without taking into consideration the QoS requirements of multimedia applications. To tackle this problem, a new standard called IEEE 802.11e was developed. Although IEEE 802.11e provides quality of service to the network users, it is characterized by limitations concerning the service of real time applications.

This thesis focuses on improving QoS provided by IEEE 802.11e standard. To this end, the sample scheduler of the HCCA function is modified in a twofold manner. First, the admission control mechanism is modified to support clients of different service intervals without compromising the network capacity. Then, the scheduling mechanism is redesigned in order to efficiently handle bursty traffic streams.

More specifically, in this thesis we propose two scheduling algorithms. The first one is called Multi Service Interval Fair Scheduling (MSF). MSF improves channel utilization compared to the sample scheduler by dynamically determining the TXOP duration for every traffic stream. This leads to the admission of more stations than in the case of the sample scheduler, while it reduces packet transmission delays. The second proposed algorithm, called MSF with Worst-

Fit based admission (MSF-WF), extends MSF by implementing a different admission procedure. MSF-WF formulates the admission problem as a bin-packing problem and manages to increase the number of admitted traffic streams while preserving the advantages of MSF regarding traffic stream scheduling.

ΚΕΦΑΛΑΙΟ 1. ΕΙΣΑΓΩΓΗ

1.1 Ασύρματα Δίκτυα και Ποιότητα Υπηρεσιών

1.2 Αντικείμενο της Διατριβής

1.3 Διάρθρωση της Διατριβής

1.1. Ασύρματα Δίκτυα και Ποιότητα Υπηρεσιών

Τα τελευταία χρόνια η ραγδαία ανάπτυξη της τεχνολογίας οδήγησε στην κατασκευή και ευρεία χρήση φορητών συσκευών, όπως κινητών τηλεφώνων και φορητών υπολογιστών. Σχεδόν παράλληλα ο παραδοσιακός τρόπος ενσύρματης σύνδεσης στο διαδίκτυο άρχισε να γίνεται ανεπαρκής και να παραχωρεί τη θέση του στην ασύρματη δικτύωση. Η φθινή εγκατάσταση λόγω έλλειψης καλωδίωσης και η σύνδεση των χρηστών στο διαδίκτυο ανεξάρτητα από την τοποθεσία τους είναι δυο από τα σημαντικότερα πλεονεκτήματα της ασύρματης δικτύωσης συγκριτικά με την ενσύρματη. Έτσι, καθημερινά παρατηρούμε γύρω μας την αξιοποίηση των ασύρματων δικτύων όχι μόνο μέσα σε κάποιο εργασιακό χώρο ή οικία αλλά και σε χώρους όπως ένα εμπορικό κέντρο ή ένα αεροδρόμιο.

Υπάρχουν διάφοροι τύποι ασύρματων δικτύων ανάλογα με το εύρος της περιοχής που καλύπτουν. Ιδιαίτερα διαδεδομένα είναι τα ασύρματα τοπικά δίκτυα (Wireless Local Area Networks, WLANs). Τα WLANs χρησιμοποιούνται για τη δικτύωση σχετικά μικρών περιοχών όπως ένα κτίριο ή ένα πανεπιστήμιο, γεγονός που έχει διαδραματίσει σημαντικό ρόλο στη διάδοσή τους. Το πρότυπο που σχεδιάστηκε για την υποστήριξη τέτοιων δικτύων είναι το IEEE 802.11[1].

Το συγκεκριμένο πρότυπο δημιουργήθηκε το 1997 με σκοπό την κάλυψη των απλών υπηρεσιών που μπορούσε να προσφέρει το διαδίκτυο εκείνη την εποχή. Πλέον όμως το

διαδίκτυο γίνεται ολοένα και περισσότερο μια εμπειρία εφαρμογών πραγματικού χρόνου με αποτέλεσμα να απαιτείται σημαντική προσπάθεια για την παροχή ποιότητας υπηρεσιών (Quality of Service, QoS) προς τους χρήστες που το χρησιμοποιούν. Εικόνα και ήχος υπάρχουν σε όλες σχεδόν τις ιστοσελίδες, ενώ ακόμη και η άμεση επικοινωνία μεταξύ των χρηστών γίνεται μέσω διαδικτύου (VoIP). Το πρόβλημα με το πρότυπο IEEE 802.11 [1] είναι πως δεν μπορεί να παρέχει ποιότητα υπηρεσιών, παρά μόνο την καλύτερη δυνατή υπηρεσία (best-effort) ανεξάρτητα από τα μεταδιδόμενα δεδομένα και το είδος της εφαρμογής. Κάτι τέτοιο οφείλεται στο γεγονός ότι το πρότυπο εξυπηρετεί κάθε εφαρμογή με τον ίδιο ακριβώς τρόπο μη λαμβάνοντας υπόψη τις διαφορετικές απαιτήσεις που μπορεί να έχει η κάθε μια. Αυτή η τακτική παρουσιάζει σοβαρά προβλήματα στην περίπτωση εξυπηρέτησης εφαρμογών πραγματικού χρόνου. Αυτού του είδους οι εφαρμογές παρουσιάζουν διαφορετικές απαιτήσεις με αποτέλεσμα να χρειάζεται κάποιες να προηγηθούν στην εξυπηρέτηση από κάποιες άλλες. Το πρότυπο IEEE 802.11 όμως δεν κάνει κάποιον διαχωρισμό. Έτσι εξυπηρετεί όλες τις εφαρμογές με τον ίδιο τρόπο προκαλώντας ανεπιθύμητες καθυστερήσεις που επηρεάζουν αρνητικά την παροχή ποιότητας υπηρεσιών. Στον Πίνακα 1.1 δίνεται ένα παράδειγμα της αυστηρότητας των απαιτήσεων που έχουν κάποιες βασικές εφαρμογές.

Πίνακας 1.1: Αυστηρότητα των απαιτήσεων ποιότητας υπηρεσιών από ποικίλες εφαρμογές

Εφαρμογή	Αξιοπιστία	Καθυστερήση	Παραμόρφωση χρονισμού	Εύρος ζώνης
Ηλεκτρονικό ταχυδρομείο	Υψηλή	Χαμηλή	Χαμηλή	Χαμηλή
Μεταφορά αρχείων	Υψηλή	Χαμηλή	Χαμηλή	Μέτρια
Πρόσβαση στον Ιστό	Υψηλή	Μέτρια	Χαμηλή	Μέτρια
Ήχος κατόπιν αιτήσεως	Χαμηλή	Χαμηλή	Υψηλή	Μέτρια
Βίντεο κατόπιν αιτήσεως	Χαμηλή	Χαμηλή	Υψηλή	Υψηλή
Τηλεφωνία	Χαμηλή	Υψηλή	Υψηλή	Χαμηλή
Τηλεδιάσκεψη	Χαμηλή	Υψηλή	Υψηλή	Υψηλή

Με σκοπό την εγγύηση της παροχής ποιότητας υπηρεσιών στα ασύρματα τοπικά δίκτυα, η ομάδα της IEEE αποφάσισε να επεκτείνει το 802.11 [1] και να δώσει ένα νέο πρότυπο, το IEEE 802.11e [1]. Το συγκεκριμένο πρότυπο χρησιμοποιεί δυο μηχανισμούς που είναι υπεύθυνοι για την παροχή ποιότητας υπηρεσιών. Οι μηχανισμοί αυτοί είναι οι EDCA και

HCCA. Στο μηχανισμό EDCA κάθε τερματικό ανταγωνίζεται για την πρόσβαση στο κανάλι. Όταν ένα τερματικό αποκτήσει το δικαίωμα πρόσβασης, η μετάδοση κάθε πακέτου γίνεται σύμφωνα με μια ειδική τιμή που έχει αποκτήσει. Η τιμή αυτή αντιπροσωπεύει την προτεραιότητά του. Αντίθετα, στο μηχανισμό HCCA δεν υπάρχει ανταγωνισμός και το δικαίωμα μετάδοσης σε κάθε τερματικό παρέχεται από έναν σταθμό βάσης. Ο σταθμός βάσης εξυπηρετεί κάθε τερματικό σύμφωνα με τα χαρακτηριστικά της εφαρμογής που αυτό αντιπροσωπεύει. Με τη χρήση των παραπάνω μηχανισμών εξασφαλίζεται ότι οι εφαρμογές υψηλής προτεραιότητας προηγούνται στην εξυπηρέτηση από εφαρμογές χαμηλής προτεραιότητας.

Οι μηχανισμοί EDCA και HCCA προκειμένου να λειτουργήσουν βασίζονται σε κάποιους αλγόριθμους που έχουν προταθεί. Οι αλγόριθμοι αυτοί είναι υπεύθυνοι για δυο ζητήματα. Το πρώτο ζήτημα σχετίζεται με το πλήθος των τερματικών που αποκτούν το δικαίωμα πρόσβασης στο δίκτυο. Το δεύτερο, σχετίζεται με τον χρονοπρογραμματισμό των πακέτων που πρέπει να μεταδοθούν από τα αποδεκτά τερματικά. Όσοι από τους αλγόριθμους προτείνονται στη βιβλιογραφία παρουσιάζουν κάποια μειονεκτήματα και στις δυο παραπάνω λειτουργίες. Το επιτρεπόμενο πλήθος των τερματικών που γίνονται αποδεκτά από το δίκτυο είναι περιορισμένο. Παράλληλα, ο τρόπος εξυπηρέτησής τους οδηγεί σε καθυστερήσεις στη μετάδοση των πακέτων ειδικότερα όταν παρουσιάζεται υψηλός φόρτος στο δίκτυο.

1.2. Αντικείμενο της Διατριβής

Η μελέτη που πραγματοποιήθηκε στα πλαίσια της συγκεκριμένης διατριβής αποσκοπεί στην επίλυση των δυο παραπάνω ζητημάτων. Όπως αναφέρθηκε, το πρώτο ζήτημα σχετίζεται με το πλήθος των τερματικών που αποκτούν πρόσβαση στο δίκτυο και το δεύτερο με την εξυπηρέτησή τους. Ο αλγόριθμος Reference [1] αποτελεί τον βασικό αλγόριθμο που έχει ενσωματωθεί στο πρότυπο IEEE 802.11e και ο οποίος παρουσιάζει προβλήματα και στα δυο παραπάνω ζητήματα.

Ξεκινώντας, θα αναφερθούμε στην καθυστέρηση που εμφανίζει ο Reference στη μετάδοση των πακέτων, ιδιαίτερα όταν υπάρχει μεγάλος φόρτος στο δίκτυο (bursty traffic). Προκειμένου να εξυπηρετηθούν όλα τα τερματικά που έχουν αποκτήσει πρόσβαση στο

δίκτυο, ο αλγόριθμος παρέχει ένα συγκεκριμένο σταθερό χρονικό διάστημα εξυπηρέτησης. Κατά τη διάρκεια του χρονικού αυτού διαστήματος κάθε τερματικό αποκτά διαδοχικά το δικαίωμα μετάδοσης ανεξάρτητα από το αν έχει δεδομένα για αποστολή ή όχι. Προκειμένου να επιτευχθεί η μετάδοση, το διάστημα εξυπηρέτησης που αναθέτει ο αλγόριθμος Reference, χωρίζεται σε μικρότερα χρονικά διαστήματα. Καθένα από αυτά τα διαστήματα ανατίθεται σε κάθε τερματικό χωριστά, έτσι ώστε να χρησιμοποιηθεί για την αποστολή των πακέτων του. Το μειονέκτημα σε αυτή τη λογική είναι πως αυτό το χρονικό διάστημα μετάδοσης είναι σταθερό, με αποτέλεσμα ο αλγόριθμος να είναι αποδοτικός στην περίπτωση που οι εφαρμογές μεταδίδουν δεδομένα με σταθερό ρυθμό. Κάτι τέτοιο δεν ισχύει για τις εφαρμογές πραγματικού χρόνου των οποίων οι απαιτήσεις μπορεί να μεταβάλλονται σε κάθε διάστημα εξυπηρέτησής τους. Επομένως, αν το χρονικό διάστημα μετάδοσης που έχει ανατεθεί στο εκάστοτε τερματικό δεν επαρκεί για την αποστολή των πακέτων του, τότε αυτά παραμένουν στην ουρά του τερματικού αναμένοντας την εξυπηρέτησή τους κάποια άλλη χρονική στιγμή. Κάτι τέτοιο οδηγεί σε ανεπιθύμητες καθυστερήσεις που επηρεάζουν αρνητικά την ποιότητα υπηρεσιών που παρέχεται από το δίκτυο προς τους χρήστες του. Παράλληλα, ο αλγόριθμος Reference μειονεκτεί στο μηχανισμό αποδοχής χρηστών στο δίκτυο (admission control). Ο μηχανισμός αυτός είναι μια διαδικασία που ακολουθείται με σκοπό την αποδοχή ενός πλήθους τερματικών σε ένα δίκτυο χωρίς να παραβιάζονται οι περιορισμοί του δικτύου. Η λογική στην οποία βασίζεται ο αλγόριθμος Reference οδηγεί σε περιορισμό του πλήθους των τερματικών που αποκτούν πρόσβαση στο δίκτυο. Κάτι τέτοιο οφείλεται στο γεγονός ότι τα τερματικά πρέπει να εξυπηρετούνται κατά τη διάρκεια του ίδιου χρονικού διαστήματος εξυπηρέτησης, που ορίζεται από τον Reference. Η λειτουργία αυτού του χρονικού διαστήματος γίνεται περιοδικά. Έτσι, όταν ολοκληρωθεί το χρονικό διάστημα εξυπηρέτησης ξεκινά και πάλι η λειτουργία του. Η τιμή του χρονικού διαστήματος επηρεάζει το πλήθος των τερματικών που γίνονται αποδεκτά. Επομένως, όσο μικρότερη είναι αυτή η τιμή τόσο μικρότερο είναι και το πλήθος των τερματικών που γίνονται αποδεκτά. Κάτι τέτοιο είναι ανεπιθύμητο, καθώς σε ένα WLAN δίκτυο θα πρέπει να υπάρχει δυνατότητα σύνδεσης αρκετών χρηστών.

Στη μέχρι τώρα βιβλιογραφία έχουν προταθεί διάφοροι αλγόριθμοι καθένας από τους οποίους επίλυει ένα από τα δυο παραπάνω ζητήματα. Οι αλγόριθμοι, είτε βελτιώνουν το μηχανισμό αποδοχής τερματικών είτε μειώνουν τις καθυστερήσεις στη μετάδοση των πακέτων. Κανένας, δεν προσανατολίζεται στην επίλυση του συνδυασμού των προβλημάτων. Σε αυτόν τον στόχο

επικεντρώνονται οι δυο νέοι αλγόριθμοι που προτείνονται στη συγκεκριμένη διατριβή. Ο πρώτος αλγόριθμος είναι ο Multi-Service Interval Fair Scheduling (MSF). Η λογική του βασίζεται στην εξυπηρέτηση κάθε τερματικού σε διαφορετικό χρονικό διάστημα εξυπηρέτησης, καθώς και στη δυναμική αναπροσαρμογή της τιμής του χρονικού διαστήματος μετάδοσης που ανατίθεται σε κάθε τερματικό. Το γεγονός ότι τα τερματικά εξυπηρετούνται σε διαφορετικό διάστημα εξυπηρέτησης το καθένα, οδηγεί σε αύξηση του πλήθους των αποδεκτών τερματικών συγκριτικά με τον αλγόριθμο Reference. Ο λόγος είναι ότι αυξάνεται το εύρος του χρονικού διαστήματος που μπορεί να χρησιμοποιηθεί. Παράλληλα, το χρονικό διάστημα μετάδοσης που ανατίθεται σε κάθε τερματικό προσαρμόζεται στις απαιτήσεις του τερματικού. Μετά την ολοκλήρωση της μετάδοσης των πακέτων από όλα τα αποδεκτά τερματικά, ο MSF ελέγχει αν έχει απομείνει χρόνος πριν τη λήξη του διαστήματος εξυπηρέτησης. Αν ναι τότε αξιοποιεί αυτό το χρονικό διάστημα επιτρέποντας στα τερματικά που εξακολουθούν να έχουν πακέτα στην ουρά τους να μεταδώσουν και πάλι. Με αυτό τον τρόπο ο αλγόριθμος επιτυγχάνει σημαντική μείωση της καθυστέρησης στη μετάδοση των δεδομένων.

Ο δεύτερος προτεινόμενος αλγόριθμος, στα πλαίσια της έρευνας που διεξήχθη, είναι ο MSF with Worst-Fit based admission (MSF-WF). Ο συγκεκριμένος αλγόριθμος αποτελεί μια επέκταση του MSF στο κομμάτι του μηχανισμού αποδοχής τερματικών. Ενώ ο MSF αυξάνει το πλήθος των αποδεκτών τερματικών συγκριτικά με τον Reference, η διαδικασία που ακολουθεί παρουσιάζει κάποιους περιορισμούς. Αυτούς τους περιορισμούς εντοπίζει ο δεύτερος αλγόριθμος. Αντιμετωπίζοντάς τους πετυχαίνει περαιτέρω αύξηση των τερματικών που γίνονται αποδεκτά, διατηρώντας παράλληλα τα πλεονεκτήματα του MSF όσον αφορά την εξυπηρέτηση των τερματικών.

1.3. Διάρθρωση της διατριβής

Στο κεφάλαιο που ακολουθεί παρουσιάζονται οι βασικότεροι αλγόριθμοι που έχουν προταθεί στη βιβλιογραφία. Στη συνέχεια, στο τρίτο κεφάλαιο, αναλύονται οι δυο μηχανισμοί, EDCA και HCCA, που χρησιμοποιεί το πρότυπο IEEE 802.11e. Παράλληλα, παρέχονται κάποιες βασικές έννοιες οι οποίες είναι απαραίτητες για την κατανόηση των αλγορίθμων που αναλύονται στο τελευταίο κομμάτι του τρίτου κεφαλαίου. Στο συγκεκριμένο κομμάτι γίνεται

ανάλυση των αλγορίθμων που έχουν προταθεί στη βιβλιογραφία και έχουν υλοποιηθεί στα πλαίσια της συγκεκριμένης διατριβής. Την ανάλυσή τους ακολουθεί περιγραφή των μειονεκτημάτων που παρουσιάζουν. Οι νέοι αλγόριθμοι MSF και MSF-WF αναλύονται στο τέταρτο κεφάλαιο. Σε αυτό το κεφάλαιο δίνεται όχι μόνο ο τρόπος λειτουργίας τους αλλά και πλεονεκτήματα που παρουσιάζουν συγκριτικά με τους υπάρχοντες αλγόριθμους καθώς και η προσφορά τους στην εγγύηση της παροχής ποιότητας υπηρεσιών. Τα πειραματικά αποτελέσματα που παρουσιάζονται στο πέμπτο κεφάλαιο αποδεικνύουν τα πλεονεκτήματα των νέων αλγορίθμων. Τέλος, στο έκτο κεφάλαιο δίνονται κάποια γενικά συμπεράσματα που προκύπτουν από την ολοκληρωμένη έρευνα που παρουσιάστηκε.

ΚΕΦΑΛΑΙΟ 2. ΣΧΕΤΙΚΗ ΒΙΒΛΙΟΓΡΑΦΙΑ

2.1 Προταθέντες αλγόριθμοι για παροχή ποιότητας υπηρεσιών

2.1. Προταθέντες αλγόριθμοι για ποιότητα υπηρεσιών

Στο συγκεκριμένο κεφάλαιο θα αναλυθούν οι σημαντικότεροι αλγόριθμοι παροχής ποιότητας υπηρεσιών που έχουν προταθεί στη βιβλιογραφία. Οι αλγόριθμοι αυτοί μπορούν να χωριστούν σε διάφορες κατηγορίες ανάλογα με τον τρόπο λειτουργίας τους. Όπως αναφέρθηκε, το πρότυπο IEEE 802.11e διαθέτει δυο μηχανισμούς για την παροχή ποιότητας υπηρεσιών. Το μηχανισμό EDCA και το μηχανισμό HCCA. Από τους αλγόριθμους που θα παρουσιαστούν στη συνέχεια, κάποιοι λειτουργούν με το μηχανισμό HCCA και κάποιοι με τον EDCA.

2.1.1. Αλγόριθμοι με χρονικούς περιορισμούς

Σε αυτή την κατηγορία ανήκουν αλγόριθμοι που βασίζονται στο μηχανισμό HCCA. Επομένως, τα τερματικά δεν ανταγωνίζονται για την πρόσβαση στο κανάλι. Ο σταθμός βάσης χρησιμοποιεί τα χαρακτηριστικά της εφαρμογής που αντιπροσωπεύει κάθε τερματικό προκειμένου να του παραχωρήσει δικαίωμα μετάδοσης. Οι αλγόριθμοι της συγκεκριμένης κατηγορίας βασίζονται στο χρονικό περιθώριο που έχει κάθε εφαρμογή για την εξυπηρέτησή της. Σκοπός είναι οι εφαρμογές με μικρότερο χρονικό περιθώριο να εξυπηρετούνται πρώτες.

Ο πρώτος αλγόριθμος που προτείνεται από τη βιβλιογραφία είναι ο *SETT-EDD* [4]. Ο αλγόριθμος χρησιμοποιεί διαφορετικό διάστημα εξυπηρέτησης για κάθε τερματικό. Αξιοποιεί το γεγονός ότι κάθε τερματικό έχει το δικό του ελάχιστο και μέγιστο χρονικό διάστημα εξυπηρέτησης το οποίο καθορίζεται από τα χαρακτηριστικά της εκάστοτε εφαρμογής. Το ελάχιστο χρονικό διάστημα εξυπηρέτησης είναι το χρονικό διάστημα που πρέπει να παρέλθει μεταξύ δυο διαδοχικών μεταδόσεων του ίδιου τερματικού. Σε κάθε τερματικό παραχωρείται μια τιμή η οποία καθορίζει το χρονικό διάστημα στο οποίο θα πραγματοποιηθεί η εξυπηρέτησή του. Η τιμή αυτή βρίσκεται μεταξύ του ελάχιστου και του μέγιστου χρονικού διαστήματος εξυπηρέτησης του τερματικού. Τελικά, προτεραιότητα δίνεται αρχικά στο τερματικό με την μικρότερη ελάχιστη τιμή χρονικού διαστήματος εξυπηρέτησης. Αυτό καθιστά τον *SETT-EDD* αποδοτικότερο για εφαρμογές πραγματικού χρόνου συγκριτικά με τον *Reference* καθώς κάθε τερματικό εξυπηρετείται στο χρονικό διάστημα που καθορίζουν τα χαρακτηριστικά της εφαρμογής που αντιπροσωπεύει. Παρόλα αυτά, ο αλγόριθμος παρουσιάζει έντονη υπολογιστική πολυπλοκότητα καθώς πριν την επιλογή κάθε τερματικού για μετάδοση των πακέτων του θα πρέπει να υπολογίζεται το διάστημα εξυπηρέτησής του.

Τη δεύτερη πρόταση αποτελεί ο αλγόριθμος *Real-Time HCCA (RTH)* [5]. Κάθε φορά που ένα τερματικό επιθυμεί να αποκτήσει πρόσβαση στο δίκτυο ο αλγόριθμος υπολογίζει έναν πίνακα χρόνων μετάδοσης, σύμφωνα με τις απαιτήσεις της εφαρμογής που αντιπροσωπεύει. Έτσι, σε κάθε τερματικό δίνεται ένα συγκεκριμένο χρονικό διάστημα μετάδοσης στο οποίο μπορεί να μεταδώσει. Προτεραιότητα στην εξυπηρέτηση αποκτά το τερματικό με το μικρότερο χρονικό διάστημα μετάδοσης, σε αντίθεση με τον *Reference* αλγόριθμο όπου κάθε τερματικό εξυπηρετείται διαδοχικά. Το πρόβλημα με τον αλγόριθμο *RTH* έγκειται στο γεγονός ότι δεσμεύει ένα συγκεκριμένο χρονικό διάστημα μετάδοσης για κάθε τερματικό με αποτέλεσμα να μην αντιμετωπίζει αποδοτικά εφαρμογές πραγματικού χρόνου.

2.1.2. Αλγόριθμοι βασισμένοι στην εκτίμηση του μήκους ουράς

Μια διαφορετική προσέγγιση για αποδοτική διαχείριση των εφαρμογών πραγματικού χρόνου είναι η χρήση αλγορίθμων που εκτιμούν το μήκος ουράς των τερματικών πριν την εξυπηρέτησή τους. Με βάση αυτή την εκτίμηση υπολογίζουν για κάθε τερματικό την τιμή του χρονικού διαστήματος κατά τη διάρκεια του οποίου μπορούν να μεταδώσουν.

Ο *Feedback Based Dynamic Scheduler (FBDS)* [6] υπολογίζει τα διαφορετικά χρονικά διαστήματα μετάδοσης που ανατίθενται στα τερματικά ανάλογα με τις απαιτήσεις που παρουσιάζονται σε κάθε περίοδο εξυπηρέτησης. Πριν την έναρξη κάθε περιόδου εξυπηρέτησης γίνεται έλεγχος για το πλήθος των πακέτων που έχουν απομείνει στην ουρά του κάθε τερματικού μετά την ολοκλήρωση της τελευταίας του μετάδοσης. Με αυτό τον τρόπο το διάστημα μετάδοσης που του ανατίθεται για την επόμενη εξυπηρέτησή του υπολογίζεται σύμφωνα με τις απαιτήσεις κάθε τερματικού. Μεγαλύτερο μήκος ουράς συνεπάγεται μεγαλύτερη τιμή του χρονικού διαστήματος μετάδοσης. Όλα τα τερματικά όμως πρέπει να εξυπηρετηθούν στο ίδιο χρονικό διάστημα εξυπηρέτησης. Έτσι, στην περίπτωση που το άθροισμα όλων των χρονικών διαστημάτων μετάδοσης των τερματικών ξεπερνάει τη συνολική διάρκεια της περιόδου εξυπηρέτησης τότε η τιμή που ανατίθεται σε κάθε τερματικό μειώνεται αναλογικά. Η λογική του αλγόριθμου μειώνει τις καθυστερήσεις στη μετάδοση των πακέτων. Παρόλα αυτά η σταθερή τιμή του χρονικού διαστήματος εξυπηρέτησης περιορίζει το πλήθος των τερματικών που γίνονται αποδεκτά από το δίκτυο.

Από τη μεριά του, ο δεύτερος αλγόριθμος *Fair HCF (FHCF)* [7] εκτελεί μια διαφορετική εκτίμηση του μήκους των ουρών. Ο αλγόριθμος κατά την έναρξη της λειτουργίας του, στα αρχικά χρονικά διαστήματα εξυπηρέτησης που πραγματοποιούνται συλλέγει κάποια δείγματα του πλήθους των πακέτων που βρίσκονται στην ουρά κάθε τερματικού. Μετά από ένα καθορισμένο αριθμό δειγμάτων ο *FHCF* μπορεί να εκτιμήσει καλύτερα το μήκος της ουράς κάθε τερματικού πριν την επόμενη εξυπηρέτησή του και επομένως να του αναθέσει το κατάλληλο χρονικό διάστημα μετάδοσης. Αυτό συμβαίνει γιατί ο *FHCF* αποκτά μια γενική εκτίμηση του πλήθους των πακέτων που απομένουν στην ουρά του κάθε τερματικού μέσω των δειγμάτων που συλλέγει. Αντίθετα ο αλγόριθμος *FBDS* αναπροσαρμόζει το χρονικό διάστημα μετάδοσης κάθε τερματικού σύμφωνα με το μήκος της ουράς του μετά την τελευταία μόνο εξυπηρέτησή του.

2.1.3. Υβριδικοί HCCA/EDCA αλγόριθμοι

Στη συγκεκριμένη κατηγορία ανήκουν αλγόριθμοι που βασίζονται στο συνδυασμό των μηχανισμών EDCA και HCCA. Στον αλγόριθμο Reference κάθε τερματικό χρησιμοποιεί έναν από τους δυο μηχανισμούς. Σκοπός του αλγόριθμου που προτείνεται στο [9], είναι η

συσχέτιση των τερματικών και με τις δυο λειτουργίες ανάλογα με το πόσο φορτωμένο είναι το κανάλι. Στην περίπτωση που το μήκος της ουράς κάποιου τερματικού που χρησιμοποιεί το μηχανισμό HCCA είναι μεγάλο, τότε του παρέχεται επιπρόσθετος χρόνος για να μεταδώσει και να μειώσει το αριθμό των πακέτων στην ουρά του. Αν παρόλα αυτά το πλήθος των πακέτων παραμένει μεγάλο τότε γίνεται προσπάθεια εξυπηρέτησης του συγκεκριμένου τερματικού μέσω του EDCA μηχανισμού. Για να επιτευχθεί όμως κάτι τέτοιο θα πρέπει τα τερματικά που χρησιμοποιούν το μηχανισμό EDCA να έχουν ολοκληρώσει τη μετάδοσή τους και να έχει απομείνει κάποιος ικανοποιητικός χρόνος πριν τη λήξη της λειτουργίας του μηχανισμού. Σκοπός είναι ο εναπομείναντας χρόνος να αξιοποιηθεί από το τερματικό που χρησιμοποιεί το μηχανισμό HCCA. Αντίστοιχα αν ένα τερματικό που χρησιμοποιεί το μηχανισμό EDCA παρουσιάζει μεγάλο μήκος ουράς και δεν μπορεί να εξυπηρετηθεί πλήρως τότε γίνεται προσπάθεια μείωσης του μήκους της ουράς του μέσω εξυπηρέτησης από το μηχανισμό HCCA. Η παραπάνω διαδικασία παρουσιάζει προβλήματα στην περίπτωση που όλα τα τερματικά εμφανίσουν μεγάλο μήκος ουράς. Τότε και οι δυο μηχανισμοί εκμεταλλεύονται το μεγαλύτερο τμήμα του χρονικού διαστήματος εξυπηρέτησης. Επομένως, η τακτική που ακολουθεί ο συγκεκριμένος αλγόριθμος δεν είναι αποδοτική για εφαρμογές πραγματικού χρόνου καθώς δύσκολα μπορεί να μειώσει το πλήθος των πακέτων σε περίπτωση μεγάλου φόρτου του καναλιού.

2.1.4. Αλγόριθμοι βασισμένοι στον EDCA μηχανισμό

Οι αλγόριθμοι της συγκεκριμένης κατηγορίας χρησιμοποιούν τον EDCA μηχανισμό. Σκοπός τους είναι η βελτίωση του τρόπου με τον οποίο ανταγωνίζονται μεταξύ τους τα τερματικά για το δικαίωμα μετάδοσης. Μια ιδέα που προτείνεται στοχεύει στο να μην μονοπωλείται το δίκτυο από κάποιο τερματικό υψηλής προτεραιότητας. Για το σκοπό αυτό όταν το τερματικό με την υψηλότερη προτεραιότητα αποκτά δικαίωμα μετάδοσης, του επιτρέπεται να μεταδώσει ένα μόνο πακέτο [14]. Στη συνέχεια αναμένει για κάποιο συγκεκριμένο χρονικό διάστημα μέχρι να αναμεταδώσει. Σε αυτό το χρονικό διάστημα αποκτούν δικαίωμα μετάδοσης τερματικά χαμηλότερης προτεραιότητας. Μια άλλη προτεινόμενη ιδέα [22] σχετίζεται με την περίπτωση συγκρούσεων. Αν συμβεί κάποια σύγκρουση τότε η διαδικασία της οπισθοδρόμησης που ακολουθούν τα τερματικά δε θα γίνεται σύμφωνα με μια τυχαία τιμή. Θα χρησιμοποιείται μια μεταβλητή της οποίας η τιμή θα είναι μικρότερη στις εφαρμογές με

υψηλή προτεραιότητα και μεγαλύτερη στις εφαρμογές με χαμηλή προτεραιότητα. Με αυτόν τον τρόπο μετά από μια σύγκρουση θα εξυπηρετηθούν γρηγορότερα οι εφαρμογές υψηλής προτεραιότητας.

Η έρευνα που διεξήχθη στη συγκεκριμένη διατριβή σχετίζεται με την παροχή ποιότητας υπηρεσιών από αλγόριθμους που χρησιμοποιούν μόνο τον HCCA μηχανισμό και όχι τον EDCA.

ΚΕΦΑΛΑΙΟ 3. ΤΟ ΠΡΟΒΛΗΜΑ ΤΟΥ ΧΡΟΝΟΠΡΟΓΡΑΜΜΑΤΙΣΜΟΥ ΣΕ ΔΙΚΤΥΑ IEEE 802.11e

-
- 3.1 Λειτουργία του πρωτοκόλλου IEEE 802.11e
 - 3.2 Ερευνητικά ζητήματα
 - 3.3 Ο αλγόριθμος FHCF
 - 3.4 Ο αλγόριθμος ESAC
 - 3.5 Μειονεκτήματα των αλγορίθμων
-

Ξεκινώντας το συγκεκριμένο κεφάλαιο θα γίνει ανάλυση της λειτουργίας των μηχανισμών που χρησιμοποιούνται από το πρότυπο IEEE 802.11e. Θα ακολουθήσει περιγραφή των ερευνητικών ζητημάτων της συγκεκριμένης διατριβής ενώ στη συνέχεια θα περιγραφούν αναλυτικά δυο αλγόριθμοι που έχουν προταθεί στη βιβλιογραφία. Ο ένας από αυτούς έχει ως στόχο την αντιμετώπιση δεδομένων με ριπές, ενώ ο δεύτερος στοχεύει σε έναν πιο αποδοτικό αλγόριθμο αποδοχής. Και οι δυο αλγόριθμοι θα αποτελέσουν σημείο αναφοράς για τα αποτελέσματα που παρουσιάζονται σε αυτή τη διατριβή.

3.1. Λειτουργία του πρωτοκόλλου IEEE 802.11e

Όπως έχει αναφερθεί, το πρότυπο IEEE 802.11e προδιαγράφει δυο μηχανισμούς για την πρόσβαση στο κοινό μέσο, τους EDCA και HCCA. Στο μηχανισμό EDCA τα τερματικά ανταγωνίζονται μεταξύ τους για το δικαίωμα μετάδοσης. Αντίθετα, στο μηχανισμό HCCA ένας σταθμός βάσης (Access Point, AP) είναι υπεύθυνος για τη σειρά με την οποία μεταδίδουν τα τερματικά. Η βασική ιδέα που έχει εισαχθεί στο πρότυπο ονομάζεται Ευκαιρία

για Μετάδοση (Transmission Opportunity, TXOP). Το TXOP είναι το χρονικό διάστημα μέσα στο οποίο κάθε τερματικό μπορεί να μεταδώσει ένα ή περισσότερα πακέτα. Ο σταθμός βάσης και τα τερματικά, που στην περίπτωση του προτύπου IEEE 802.11e παρέχουν ποιότητα υπηρεσιών χρησιμοποιώντας τους παραπάνω μηχανισμούς ονομάζονται QoS Access Point (QAP) και QoS Stations (QSTAs) αντίστοιχα [23].

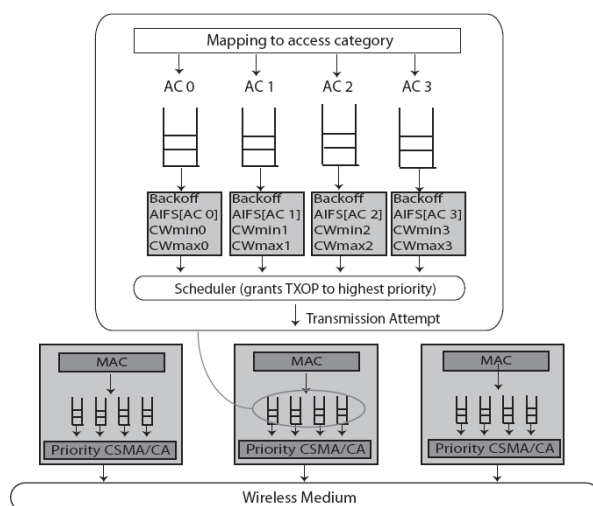
3.1.1. Enhanced Distributed Coordination Access

Ο μηχανισμός EDCA [1,2,3] επεκτείνει το μηχανισμό DCF που χρησιμοποιείται από το πρότυπο IEEE 802.11. Έτσι, υπάρχει κατανομημένος έλεγχος πρόσβασης στο δίκτυο και οι QSTAs ανταγωνίζονται μεταξύ τους για το δικαίωμα μετάδοσης. Ο ανταγωνισμός μεταξύ των QSTAs γίνεται σύμφωνα με το μηχανισμό DCF. Παράλληλα, κάθε QSTA αποτελείται από τέσσερις κατηγορίες πρόσβασης. Η κατηγορία πρόσβασης (Access category, AC) είναι μια νέα έννοια που εισάγεται στο μηχανισμό EDCA με σκοπό την εξυπηρέτηση κάθε εφαρμογής ανάλογα με την προτεραιότητά της. Η προτεραιότητα της κάθε εφαρμογής καθορίζεται από μια ειδική τιμή (User Priority value, UP). Μπορούν να χρησιμοποιηθούν ως και οχτώ διαφορετικές τιμές UP. Στην ουσία κάθε πακέτο μιας εφαρμογής που πρέπει να μεταδοθεί από ένα τερματικό αντιστοιχίζεται στην κατάλληλη κατηγορία πρόσβασης σύμφωνα με την UP τιμή της εφαρμογής. Η αντιστοίχιση δίνεται στον Πίνακα 3.1.

Πίνακας 3.1: Αντιστοίχιση μεταξύ UP και AC

Priority	User Priority, UP	AC	Service type
Lowest ↓ Highest	1	0	Best Effort
	2	0	Best Effort
	0	0	Best Effort
	3	1	Video Probe
	4	2	Video
	5	2	Video
	6	3	Voice
	7	3	Voice

Όταν ένας QSTA αποκτήσει το δικαίωμα μετάδοσης ακολουθεί ανταγωνισμός μεταξύ των τεσσάρων AC που περιέχει, ώστε να αποφασιστεί ποια θα μεταδώσει. Κάθε κατηγορία πρόσβασης συμπεριφέρεται σαν μια ξεχωριστή οντότητα με τις δικές της παραμέτρους ($CW_{min}[AC]$, $CW_{max}[AC]$, $AIFS[AC]$, $TXOP_{Limit}[AC]$). Οι τιμές των παραμέτρων $CW_{min}[AC]$ και $CW_{max}[AC]$ αποτελούν το διάστημα μέσα στο οποίο ανήκει η τιμή του παραθύρου ανταγωνισμού. Σύμφωνα με αυτή την τιμή υπολογίζεται ο τυχαίος χρόνος οπισθοχώρησης. Το σχήμα 3.1 παραθέτει ένα παράδειγμα των ACs που ανταγωνίζονται για την πρόσβαση μέσα στον ίδιο QSTA.



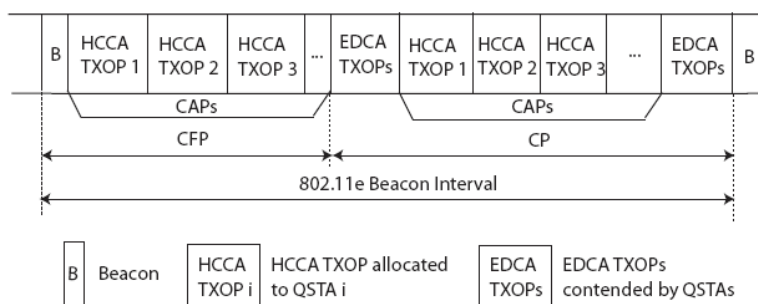
Σχήμα 3.1: Ανταγωνισμός μεταξύ των ACs στον ίδιο QSTA

Στο μηχανισμό EDCA εισάγεται ένα νέο χρονικό διάστημα μεταξύ των πλαισίων αντί του DIFS, που χρησιμοποιείται στο μηχανισμό DCF του πρωτοκόλλου IEEE 802.11. Το διάστημα ονομάζεται AIFS (Arbitrary Interframe Spacing) [39] και είναι μικρότερο του DIFS. Με αυτόν τον τρόπο ο EDCA προηγείται της λειτουργίας από τον DCF. Κάθε κατηγορία πρόσβασης έχει δική της τιμή AIFS. Η κατηγορία πρόσβασης με τη μεγαλύτερη προτεραιότητα έχει μικρότερη AIFS τιμή. Εφόσον το κανάλι παραμένει ανενεργό για χρονικό διάστημα ίσο με $AIFS[AC]$ κάθε AC υπολογίζει το δικό της χρόνο οπισθοχώρησης ($CW_{min}[AC] \leq backoff_time \leq CW_{max}[AC]$) τον οποίο μειώνει κάθε φορά που το κανάλι είναι ανενεργό. Όταν αυτή η τιμή γίνει μηδέν για μια AC τότε μπορεί να ξεκινήσει η αποστολή των πακέτων για τη συγκεκριμένη κατηγορία πρόσβασης. Η μετάδοση μπορεί να διαρκέσει για όσο χρονικό διάστημα ορίζει η μεταβλητή $TXOP_{Limit}[AC]$ που έχει ανατεθεί στη συγκεκριμένη AC. Όσο μικρότερες είναι οι τιμές των παραπάνω παραμέτρων

$CW_{min}[AC]$ και $CW_{max}[AC]$ τόσο μικρότερη είναι και η μεταβλητή $backoff_time$ και επομένως πιο μεγάλη η πιθανότητα εξυπηρέτησης της εφαρμογής. Στην περίπτωση που στον ίδιο QSTA η $backoff_time$ μηδενιστεί ταυτόχρονα σε δυο ή παραπάνω ACs τότε για την αποφυγή σύγκρουσης το δικαίωμα μετάδοσης θα δοθεί στα πακέτα που ανήκουν στην κατηγορία πρόσβασης με την υψηλότερη προτεραιότητα. Την ίδια στιγμή οι υπόλοιπες ACs του QSTA θα συμπεριφερθούν όπως στην περίπτωση που συμβαίνει σύγκρουση στο κανάλι. Επομένως, κάθε μια θα διπλασιάσει την τιμή του παραθύρου ανταγωνισμού.

3.1.2. Hybrid Coordination Function Controlled Channel Access

Ο HCCA αποτελεί το δεύτερο μηχανισμό του προτύπου IEEE 802.11e, ο οποίος επεκτείνει την PCF λειτουργία που χρησιμοποιεί το πρότυπο IEEE 802.11. Στο συγκεκριμένο μηχανισμό δεν υπάρχει ανταγωνισμός και το δικαίωμα μετάδοσης των πακέτων από τους QSTAs παραχωρείται από τον QAP. Η πρόσβαση στο κανάλι από τους QSTAs γίνεται ανά περιοδικά διαστήματα που ονομάζονται Beacon intervals. Κάθε τέτοιο διάστημα αποτελείται από δυο περιόδους. Την περίοδο χωρίς ανταγωνισμό (Contention Free Period, CFP) και την περίοδο ανταγωνισμού (Contention Period, CP). Στην πρώτη περίοδο λειτουργεί ο μηχανισμός HCCA ενώ στη δεύτερη ο EDCA. Το σχήμα 3.2 δίνει ένα παράδειγμα του beacon interval.



Σχήμα 3.2: Beacon interval του προτύπου IEEE 802.11e

Όπως φαίνεται και από το σχήμα, ο μηχανισμός HCCA εκτός από την περίοδο μη ανταγωνισμού μπορεί να λειτουργήσει και κατά την περίοδο ανταγωνισμού. Αυτό συμβαίνει γιατί κατά τη διάρκεια ενός διαστήματος beacon ο QAP έχει το δικαίωμα, οποιαδήποτε στιγμή, να εκκινήσει μια περίοδο ελεγχόμενης πρόσβασης (Controlled Access Phase, CAP).

Προϋπόθεση για κάτι τέτοιο είναι το δίκτυο να παραμείνει ανενεργό για χρονικό διάστημα ίσο με PIFS. Η τιμή του συγκεκριμένου διαστήματος είναι μικρότερη από την αντίστοιχη τιμή του DIFS και του AIFS. Έτσι ο QAP έχει προτεραιότητα και μπορεί να εκκινήσει τη λειτουργία του μηχανισμού HCCA. Σε μια τέτοια περίπτωση, ο μηχανισμός HCCA δεν μπορεί να χρησιμοποιήσει όλο το διάστημα της CP περιόδου. Θα πρέπει πάντα να απομένει κάποιος χρόνος και για τη λειτουργία του μηχανισμού EDCA. Για αυτό τον σκοπό χρησιμοποιείται η μεταβλητή $T_{CAPLimit}$ η οποία καθορίζει το μέγιστο χρονικό διάστημα που μπορεί να αξιοποιηθεί από το μηχανισμό HCCA.

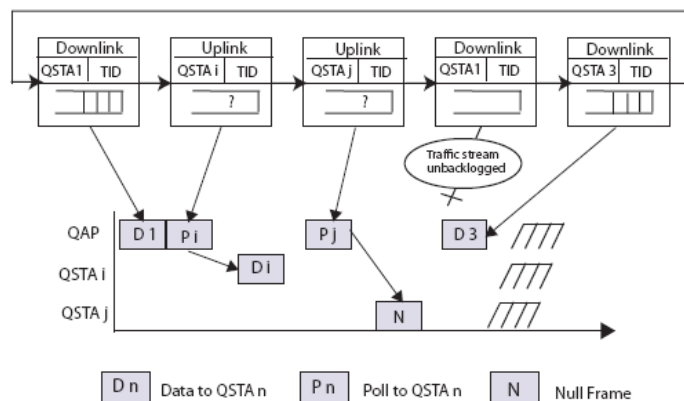
Στον HCCA πριν ξεκινήσει η μετάδοση των δεδομένων εγκαθιδρύεται ένα Traffic Stream (TS). Το TS αποτελεί μια εικονική σύνδεση μεταξύ του QAP και ενός QSTA. Κάθε QSTA μπορεί να έχει ως οχτώ TSs έτσι ώστε να εξυπηρετεί εφαρμογές με διαφορετικές απαιτήσεις για την ποιότητα υπηρεσιών. Σε καθένα από τα οχτώ TSs δίνεται μια ειδική τιμή για να ξεχωρίζει από τα υπόλοιπα στον ίδιο QSTA. Η τιμή αυτή ονομάζεται Traffic Identifier (TID). Η μετάδοση των δεδομένων μπορεί να γίνει από τον QSTA στον QAP (uplink TS) αλλά και από τον QAP προς τον QSTA (downlink TS). Προκειμένου να πραγματοποιηθεί η αποδοχή ενός TS θα πρέπει ένας QSTA να στείλει στον QAP μια ειδική QoS αίτηση. Η αίτηση αυτή περιλαμβάνει τα χαρακτηριστικά της εφαρμογής που αντιπροσωπεύει το TS. Το σύνολο των χαρακτηριστικών αυτών ονομάζεται Traffic Specification (TSPEC). Τα βασικότερα είναι τα εξής [4,26]:

- *Ελάχιστος /Μέσος/ Μέγιστος Ρυθμός δεδομένων:* Ελάχιστος (Minimum), μέσος (Mean) και μέγιστος (Peak) ρυθμός με τον οποίο μεταδίδονται τα πακέτα.
- *Όριο Καθυστέρησης (Delay Bound):* Μέγιστη καθυστέρηση που επιτρέπεται να έχει ένα πακέτο κατά τη μετάδοσή του.
- *Μέσο /Μέγιστο μέγεθος πακέτου:* Μέσο (Nominal) /Μέγιστο (Maximum) μέγεθος του πακέτου που μεταδίδεται.
- *Ελάχιστος ρυθμός μετάδοσης στο φυσικό επίπεδο (Minimum PHY Transmission Rate, R):* Ελάχιστος ρυθμός μετάδοσης στο φυσικό επίπεδο προκειμένου να εξασφαλιστεί η ποιότητα υπηρεσιών.
- *Ελάχιστο /Μέγιστο Διάστημα εξυπηρέτησης:* Ελάχιστο (minimum, mSI) και μέγιστο (Maximum, MSI) χρονικό διάστημα εξυπηρέτησης (Service Interval, SI) μεταξύ δυο διαδοχικών μεταδόσεων του ίδιου TS.

- *Κατεύθυνση (Direction)*: Υποδηλώνει αν η κατεύθυνση ενός TS είναι downlink ή uplink

Κάθε φορά που ο QAP λαμβάνει μια αίτηση από κάποιο TS ξεκινά η διαδικασία αποδοχής ή απόρριψης του TS. Αρχικά, ο QAP υπολογίζει την τιμή του χρονικού διαστήματος εξυπηρέτησης. Το χρονικό αυτό διάστημα εκτελείται περιοδικά. Σε κάθε εκτέλεσή του εξυπηρετούνται διαδοχικά όλα τα TSs που θα γίνουν αποδεκτά. Για να επιτευχθεί η εξυπηρέτησή τους θα πρέπει σε κάθε TS να ανατεθεί ένα TXOP. Η τιμή του TXOP αποτελεί το χρονικό διάστημα για το οποίο το TS καταλαμβάνει το κανάλι ώστε να μεταδώσει τα πακέτα του. Ο υπολογισμός του TXOP γίνεται σύμφωνα με τα χαρακτηριστικά TSPEC του TS στο οποίο θα ανατεθεί. Εφόσον ολοκληρωθεί ο υπολογισμός της τιμής του TXOP, γίνεται ένας έλεγχος προκειμένου να διαπιστωθεί αν το TS μπορεί να γίνει αποδεκτό. Θα πρέπει η τιμή που θα προκύψει αν προστεθεί το TXOP του TS που ζητά αποδοχή στο συνολικό άθροισμα των TXOP των ήδη αποδεκτών TSs, να είναι μικρότερη ή ίση της τιμής του CAP. Σε αυτή την περίπτωση το TS γίνεται αποδεκτό από τον QAP, διαφορετικά απορρίπτεται. Η παραπάνω διαδικασία πραγματοποιείται από έναν scheduler που βρίσκεται στον QAP.

Στην περίπτωση που το TS γίνει αποδεκτό, ενημερώνεται για την τιμή TXOP που του ανατίθεται μέσω ενός πλαισίου που αποκαλείται Contention Free Poll (CF-Poll). Ο QAP διατηρεί μια λίστα με όλα τα TSs που έχουν γίνει αποδεκτά. Σύμφωνα με αυτή τη λίστα τα TSs επιλέγονται διαδοχικά προκειμένου να εξυπηρετηθούν. Στο TS που επιλέγεται κάθε φορά, ο QAP στέλνει ένα CF-Poll πλαίσιο. Λαμβάνοντας το συγκεκριμένο πλαίσιο, το TS αντιλαμβάνεται ότι απέκτησε δικαίωμα μετάδοσης και ενημερώνεται για την TXOP τιμή που του ανατέθηκε. Μέσα στο TXOP διάστημα μπορεί να στείλει ένα ή περισσότερα πακέτα. Με την αποστολή κάθε πακέτου, το TS ενημερώνει τον QAP για το μήκος της ουράς του. Σε περίπτωση που η διάρκεια του TXOP λήξει τότε η εξυπηρέτηση του TS διακόπτεται και ο QAP στέλνει ένα CF-Poll πλαίσιο στο επόμενο TS που πρέπει να εξυπηρετηθεί. Αν κατά την επιλογή ενός TS δεν υπάρχουν πακέτα για μετάδοση ή το TXOP που έχει ανατεθεί δεν επαρκεί για την αποστολή όλων των πακέτων που βρίσκονται στην ουρά του TS τότε το TS στέλνει στον QAP ένα CF-Null πλαίσιο. Με την λήψη του συγκεκριμένου πλαισίου, ο QAP συνεχίζει με την εξυπηρέτηση του επόμενου TS. Ένα απλό παράδειγμα μετάδοσης πακέτων με χρήση του μηχανισμού HCCA δίνεται στο σχήμα 3.3.



Σχήμα 3.3: Μετάδοση πακέτων με το μηχανισμό HCCA

Όπως φαίνεται, στον QAP υπάρχει μια κυκλική λίστα με τα TSs που έχουν γίνει αποδεκτά. Η επικοινωνία που επιτυγχάνεται μέσω κάθε TS μπορεί να είναι downlink ή uplink. Στην πρώτη περίπτωση, ο QAP διατηρεί μια ουρά με τα πακέτα δεδομένων που πρέπει να στείλει προς τα TSs που έχει αποδεχτεί. Στη δεύτερη περίπτωση, απλά γνωρίζει ποιο είναι το επόμενο TS που θα μεταδώσει καθώς και τα χαρακτηριστικά της εφαρμογής που αυτό αντιπροσωπεύει. Στο παράδειγμά μας, η διαδικασία ξεκινά με την αποστολή ενός πακέτου δεδομένων από τον QAP, καθώς το TS είναι downlink. Ακολουθεί ένα uplink TS, έτσι ο QAP στέλνει ένα CF-Poll πλαίσιο στο TS που θα μεταδώσει στη συνέχεια. Εφόσον το TS ενημερώνεται ότι έχει το δικαίωμα εκπομπής, μεταδίδει ένα ή περισσότερα πακέτα. Κάτι τέτοιο εξαρτάται από την τιμή TXOP που του έχει ανατεθεί. Στην περίπτωση που η ουρά του TS είναι άδεια τότε μεταδίδεται ένα Null πλαίσιο. Αντίστοιχα, αν ο QAP δεν έχει δεδομένα για μετάδοση προς κάποιο TS τότε επιλέγει το επόμενο TS της λίστας.

3.1.3. Ο αλγόριθμος Reference

Όπως έχουμε ήδη αναφέρει, στον QAP χρησιμοποιείται ένας scheduler ο οποίος είναι υπεύθυνος για την αποδοχή των TSs και τον χρονοπρογραμματισμό τους για την αποστολή των πακέτων. Ο *Reference* αποτελεί τον βασικό αλγόριθμο που ενσωματώθηκε στο πρότυπο IEEE 802.11e με σκοπό την επίτευξη των δυο παραπάνω στόχων.

Το πρώτο βήμα στη λειτουργία του αλγόριθμου είναι ο υπολογισμός του χρονικού διαστήματος εξυπηρέτησης (SI). Μέσα σε αυτό το διάστημα έχουν το δικαίωμα μετάδοσης τα TSs που θα γίνουν τελικά αποδεκτά. Αρχικά, ένα TS_i στέλνει μια QoS αίτηση στον QAP

ζητώντας αποδοχή. Η αίτηση αυτή περιλαμβάνει τα TSPEC χαρακτηριστικά της εφαρμογής που αντιπροσωπεύει το TS_i . Από τα χαρακτηριστικά αυτά ο QAP αξιοποιεί το MSI του TS_i (MSI_i) για τον υπολογισμό του SI. Αρχικά χρησιμοποιώντας τον τύπο

$$m = \min_j \{MSI_j\} \quad \text{Εξ.3.1}$$

ελέγχονται όλα τα TSs που έχουν γίνει ήδη αποδεκτά και υπολογίζεται η ελάχιστη MSI_j τιμή, έστω m . Η τιμή αυτή θα πρέπει να είναι υποπολλαπλάσιο του beacon interval. Αν δεν ισχύει κάτι τέτοιο, ο QAP επιλέγει την αμέσως μικρότερη τιμή του m που είναι υποπολλαπλάσιο του beacon interval. Αυτή είναι και η τελική τιμή του SI που ανατίθεται στα TSs. Τον υπολογισμό του SI ακολουθεί ο υπολογισμός του TXOP για το TS_i , ο οποίος επιτυγχάνεται με χρήση των TSPEC παραμέτρων του. Οι παράμετροι που χρησιμοποιούνται είναι ο μέσος ρυθμός άφιξης των πακέτων (mean data rate - ρ_i), το μέσο μέγεθος των πακέτων (nominal MSDU size - L_i), ο ελάχιστος ρυθμός μετάδοσης στο φυσικό επίπεδο (Minimum PHY Transmission Rate, R) καθώς και το μέγιστο μέγεθος των πακέτων (maximum MSDU size - M). Αρχικά ο αλγόριθμος υπολογίζει το πλήθος N_i των πακέτων που λαμβάνει το TS_i σε κάθε διάστημα εξυπηρέτησης:

$$N_i = \left\lceil \frac{SI \times \rho_i}{L_i} \right\rceil \quad \text{Εξ. 3.2}$$

Ανάλογα με το πλήθος N_i των πακέτων που θα πρέπει να μεταδώσει το TS_i , υπολογίζεται και το χρονικό διάστημα TXOP που θα του ανατεθεί. Το διάστημα αυτό πρέπει να είναι τέτοιο ώστε το TS_i κατά την εξυπηρέτησή του να μπορέσει να μεταδώσει είτε N_i πακέτα μέσου μεγέθους είτε ένα πακέτο μέγιστου μεγέθους. Τελικά, επιλέγεται η μεγαλύτερη από τις δυο παραπάνω τιμές, η οποία αποτελεί και το TXOP που θα ανατεθεί στο TS_i . Αναλυτικότερα ο τύπος είναι ο εξής:

$$TXOP_i = \max \left(\frac{N_i \times L_i}{R} + O, \frac{M}{R} + O \right) \quad \text{Εξ. 3.3}$$

όπου O είναι κάποιος επιπλέον χρόνος λόγω των χρόνων IFSs, των πλαισίων επιβεβαίωσης και των CF-Poll πλαισίων.

Με την ολοκλήρωση των παραπάνω υπολογισμών γίνεται ένας έλεγχος για την αποδοχή ή μη του TS_i . Ο έλεγχος αυτός πραγματοποιείται χρησιμοποιώντας την εξίσωση 3.4:

$$\frac{TXOP_{k+1}}{SI} + \sum_{j=1}^k \frac{TXOP_j}{SI} \leq \frac{T - T_{CP}}{T} \quad \text{Εξ. 3.4}$$

όπου k είναι το πλήθος των TSs που έχουν γίνει ήδη δεκτά, $k + 1$ είναι το TS που ζητά αποδοχή, T είναι το διάστημα beacon και τέλος T_{CP} είναι ο χρόνος που δίνεται στον EDCA μηχανισμό. Πιο αναλυτικά, η σχέση 3.4 προσθέτει το TXOP που υπολογίστηκε για το TS_i στο συνολικό άθροισμα των TXOP τιμών όλων των TSs που έχουν γίνει ήδη αποδεκτά. Προκειμένου και το TS_i να γίνει αποδεκτό θα πρέπει το αποτέλεσμα που θα προκύψει να μη ξεπερνάει το χρονικό διάστημα στο οποίο έχει το δικαίωμα να λειτουργεί ο HCCA μηχανισμός.

3.2. Ερευνητικά ζητήματα

Ο μηχανισμός αποδοχής των TSs από τον QAP και η εξυπηρέτησή τους είναι δυο ζητήματα που εξαρτώνται το ένα από το άλλο. Για να γίνει ένα πλήθος από TSs αποδεκτό θα πρέπει το άθροισμα των TXOP τιμών τους να είναι μικρότερο του SI. Με αυτόν τον τρόπο εξασφαλίζεται ότι κάθε TS μπορεί σε ένα SI να εξυπηρετηθεί. Παράλληλα, όσο μεγαλύτερη είναι η τιμή του SI τόσο αυξάνεται η πιθανότητα αποδοχής μεγαλύτερου αριθμού από TSs και το αντίθετο. Η λογική στην οποία βασίζεται ο αλγόριθμος Reference παρουσιάζει την παραπάνω εξάρτηση. Η λογική αυτή, όμως, εμφανίζει κάποιους περιορισμούς. Το TXOP που δεσμεύει ο Reference για κάθε TS είναι τόσο ώστε είτε να μεταδοθούν N_i πακέτα μέσου μεγέθους είτε ένα πακέτο μέγιστου μεγέθους. Στην τελευταία περίπτωση μειώνεται ο αριθμός των TSs που μπορούν να γίνουν αποδεκτά καθώς η τιμή του TXOP που τους ανατίθεται είναι σχετικά υψηλή. Παράλληλα, ο αλγόριθμος δεν λαμβάνει υπόψη το γεγονός ότι τα TSs μπορεί να αντιπροσωπεύουν εφαρμογές πραγματικού χρόνου όπου τα δεδομένα δε δημιουργούνται με σταθερό ρυθμό. Επομένως, δεν έχουν όλα τα TSs τις ίδιες απαιτήσεις σε κάθε SI. Κάτι τέτοιο συνεπάγεται ότι υπάρχει πιθανότητα τα TSs να χρειάζονται διαφορετική TXOP τιμή για τη μετάδοση των πακέτων τους από αυτή που τους ανατέθηκε αρχικά. Έτσι, απαιτείται αναπροσαρμογή της τιμής TXOP ανάλογα με τις απαιτήσεις κάθε TS. Ο αλγόριθμος

Reference όμως δεν προβαίνει σε διαδικασία αναπροσαρμογής του TXOP. Εξαιτίας των παραπάνω μειονεκτημάτων, η συγκεκριμένη διατριβή στοχεύει στην επίλυση δυο ζητημάτων. Το πρώτο είναι η εύρεση κατάλληλων τιμών SI και TXOP ώστε να γίνεται αποδεκτό σχετικά μεγάλο πλήθος από TSs. Το δεύτερο είναι η εξυπηρέτηση των TSs σύμφωνα με τις απαιτήσεις που έχουν λαμβάνοντας υπόψη ότι αυτές μπορεί να μεταβάλλονται.

Αποδοχή μεγάλου πλήθους από TSs συνεπάγεται ανάθεση μικρής τιμής TXOP στο καθένα, έτσι ώστε να μπορέσουν να εξυπηρετηθούν σε ένα SI. Αυτή η λογική οδηγεί σε προβλήματα στη διαδικασία εξυπηρέτησης των TSs. Η μικρή τιμή TXOP έχει ως αποτέλεσμα τη μετάδοση πακέτων μικρού μεγέθους. Οι εφαρμογές πραγματικού χρόνου που εξυπηρετούνται από τα TSs παρουσιάζουν ποικίλο μέγεθος πακέτων. Επομένως, υπάρχει περίπτωση να πρέπει να μεταδοθούν πακέτα τα οποία απαιτούν περισσότερο TXOP από αυτό που έχει ανατεθεί στα TSs. Μια τέτοια μετάδοση δε θα είναι εφικτή και έτσι τα πακέτα θα παραμείνουν στην ουρά των TSs. Παράλληλα, στέλνονται CF-Poll πλαίσια από τον QAP σε TSs που τελικά δε θα μπορέσουν να μεταδώσουν και επομένως απαντούν με CF-Null πλαίσια προς τον QAP. Κάτι τέτοιο οδηγεί σε μη σωστή αξιοποίηση του δικτύου καθώς επιβαρύνεται με πλαίσια σηματοδοσίας και όχι με μετάδοση πακέτων. Έτσι, ενώ μικρή τιμή TXOP αυξάνει το πλήθος των TSs που γίνονται αποδεκτά, οδηγεί σε περιορισμούς στη μετάδοση των πακέτων. Μια λύση αυτού του προβλήματος είναι η ανάθεση τέτοιας TXOP τιμής σε κάθε TS ώστε να μπορεί να πραγματοποιηθεί η μετάδοση πακέτων μέγιστου μεγέθους. Αυτή η λύση από τη μεριά της δημιουργεί δυο προβλήματα. Το πρώτο είναι ότι το πλήθος των TSs που γίνεται αποδεκτό είναι μικρό. Μεγάλη TXOP τιμή συνεπάγεται πως μέσα σε ένα SI, κάθε TS απασχολεί για μεγάλο χρονικό διάστημα το κοινό μέσο. Επομένως, μειώνεται ο αριθμός των TSs που μπορούν να γίνουν αποδεκτά. Παράλληλα, υπάρχει πιθανότητα το χρονικό διάστημα που ανατίθεται για τη μετάδοση των πακέτων να μην αξιοποιηθεί ολόκληρο. Σίγουρα θα υπάρξουν για αποστολή πακέτα μικρότερου μεγέθους από το μέγιστο. Τα πακέτα αυτά δε θα χρησιμοποιήσουν όλο το TXOP καθώς δε το χρειάζονται. Κάτι τέτοιο έχει ως αποτέλεσμα κάποιος χρόνος του SI που έχει δεσμευτεί για την εξυπηρέτηση των TSs να μένει αναξιοποίητος. Ο χρόνος αυτός θα μπορούσε να είχε χρησιμοποιηθεί για την αποδοχή και εξυπηρέτηση κάποιων άλλων TS που το χρειάζονταν.

Εκτός από το TXOP, περιορισμούς και μειονεκτήματα παρουσιάζει και το γεγονός ότι η εξυπηρέτηση όλων των TSs γίνεται στο ίδιο SI. Το SI εκτελείται περιοδικά, και σε κάθε εκτέλεσή του εξυπηρετούνται διαδοχικά τα TSs. Το πρόβλημα με αυτή τη διαδικασία είναι

πως δεν έχουν όλα τα TSs δεδομένα για μετάδοση σε κάθε διάστημα εξυπηρέτησης. Αυτό συμβαίνει γιατί οι εφαρμογές πραγματικού χρόνου δε δημιουργούν πακέτα με σταθερό ρυθμό. Παρόλα αυτά, όλα τα αποδεκτά TSs επιλέγονται για εξυπηρέτηση διαδοχικά σε κάθε SI. Αυτή η διαδικασία οδηγεί σε δέσμευση κάποιου χρονικού διαστήματος του SI χωρίς αυτό να χρησιμοποιηθεί. Παράλληλα, ανατίθεται TXOP σε TSs που δεν έχουν δεδομένα για μετάδοση. Θα ήταν αποδοτικότερο αν η ανάθεση γινόταν σε TSs τα οποία πραγματικά χρειάζονταν το TXOP για την εξυπηρέτησή τους.

Στα προβλήματα που παρουσιάστηκαν βασίστηκε η έρευνα της συγκεκριμένης διατριβής. Στόχος είναι η αποδοτική αξιοποίηση του δικτύου. Οι τιμές των TXOP που ανατίθενται στα TSs θα πρέπει να είναι τέτοιες ώστε να καλύπτουν δυο περιπτώσεις. Και να γίνεται αποδεκτό μεγάλο πλήθος από TSs και η μετάδοση των πακέτων να πραγματοποιείται ανεξάρτητα από το μέγεθός τους. Στην ουσία κάθε TXOP θα πρέπει να προσαρμόζεται στις απαιτήσεις των TSs σε κάθε περίοδο εξυπηρέτησης. Παράλληλα, δεν θα πρέπει να πραγματοποιείται άσκοπη επιλογή των TSs. Η εξυπηρέτησή τους θα πρέπει να γίνεται όταν κάτι τέτοιο απαιτείται. Στη συνέχεια παρουσιάζονται δυο αλγόριθμοι οι οποίοι προτάθηκαν στη βιβλιογραφία με στόχο την επίλυση των παραπάνω ζητημάτων που παρουσιάστηκαν. Όπως θα φανεί κατά την ανάλυσή τους κανένας από τους δυο δεν μπορεί να παρέχει μια λύση στο συνδυασμό των παραπάνω προβλημάτων.

3.3. Ο αλγόριθμος FHCF

Ο *Fair Hybrid Coordination Function (FHCF)* [7] είναι ένας αλγόριθμος ο οποίος σχεδιάστηκε με σκοπό την αποδοτική εξυπηρέτηση κάθε είδους εφαρμογής. Αποτελείται από δυο αλγόριθμους χρονοπρογραμματισμού (schedulers). Τον QAP scheduler και τον node scheduler. Ο πρώτος είναι υπεύθυνος για τον υπολογισμό των TXOP που ανατίθενται στα TSs. Ο δεύτερος επιμερίζει το χρόνο που διατίθεται στον QTSA, στα TSs που αυτός έχει δημιουργήσει με τον QAP. Η λογική του FHCF βασίζεται στην εκτίμηση του μήκους ουράς κάθε TS, έτσι ώστε να προσαρμόσει τις τιμές των TXOP που θα αναθέσει στο επόμενο SI. Ο αλγόριθμος ξεκινά με τον υπολογισμό του SI. Όπως και στον αλγόριθμο Reference, όταν ο QAP λάβει μια αίτηση αποδοχής από ένα TS_i , υπολογίζει την τιμή του ελάχιστου MSI χρησιμοποιώντας την εξίσωση 3.1. Έστω m η τιμή του ελάχιστου MSI. Αν το m δεν είναι

υποπολλαπλάσιο του beacon interval, ο αλγόριθμος FHCF βρίσκει την αμέσως επόμενη τιμή που είναι μικρότερη του m και πληροί την παραπάνω προϋπόθεση. Όταν αποφασιστεί η διάρκεια του SI, ο QAP συνεχίζει με τον υπολογισμό του $TXOP_i$ που θα αναθέσει στο TS_i αν γίνει τελικά αποδεκτό. Αρχικά, υπολογίζεται ο αριθμός των πακέτων (N_i) που δημιουργεί το TS_i σε μια περίοδο εξυπηρέτησης, όπως και στην περίπτωση του αλγόριθμου Reference (εξίσωση 3.2). Στη συνέχεια υπολογίζεται η τιμή $TXOP_i$ που θα ανατεθεί στο TS_i σε περίπτωση αποδοχής του:

$$TXOP_i = N_i \times \left(\frac{L_i}{R} + 2SIFS + ACK \right) \quad \text{Εξ. 3.5}$$

όπου ACK είναι ο χρόνος που απαιτείται για να σταλεί ένα πακέτο επιβεβαίωσης. Η μεταβλητή L_i αποτελεί το μέσο μέγεθος των πακέτων που μεταδίδει ένα TS_i ενώ η μεταβλητή R είναι ο ρυθμός μετάδοσης στο φυσικό επίπεδο. Είναι φανερό ότι σε αντίθεση με τον αλγόριθμο Reference, ο FHCF υπολογίζει την τιμή TXOP λαμβάνοντας υπόψη μόνο το μέσο μέγεθος πακέτου. Αυτό συμβαίνει γιατί στην περίπτωση που θα πρέπει να μεταδοθεί κάποιο πακέτο μεγαλύτερου μεγέθους, ο αλγόριθμος σε επόμενο βήμα θα έχει τη δυνατότητα αναπροσαρμογής του TXOP. Η τιμή $TXOP_i$ που ανατίθεται αποτελεί το χρονικό διάστημα από τη στιγμή που το TS_i λαμβάνει το CF-Poll πλαίσιο μέχρι και τη στιγμή λήψης του πλαισίου επιβεβαίωσης του τελευταίου πακέτου που μεταδόθηκε. Το τελικό βήμα του αλγόριθμου FHCF είναι ο έλεγχος της αποδοχής του TS_i . Για το σκοπό αυτό υπολογίζει το συνολικό TXOP άθροισμα των TSs που έχουν γίνει ήδη αποδεκτά και σε αυτό προσθέτει το $TXOP_i$. Αν το αποτέλεσμα που θα προκύψει είναι μικρότερο του SI τότε το TS_i γίνεται αποδεκτό (εξίσωση 3.6) από τον QAP.

$$TXOP_i + \sum_{j=1}^k TXOP_j \leq SI \quad \text{Εξ. 3.6}$$

Όταν ολοκληρωθεί η παραπάνω διαδικασία, ο αλγόριθμος FHCF ξεκινάει τη διαδικασία εξυπηρέτησης των TSs που έγιναν αποδεκτά. Προκειμένου να επιτευχθεί κάτι τέτοιο ο FHCF χρησιμοποιεί δυο schedulers. Αυτοί είναι ο QAP scheduler και node scheduler. Στη συνέχεια του κεφαλαίου γίνεται η ανάλυση τους.

3.3.1. QAP scheduler

Σκοπός του QAP scheduler είναι η εκτίμηση του μήκους της ουράς κάθε TS πριν την επόμενη εξυπηρέτησή του. Έστω q_i^{est} η εκτίμηση του μήκους της ουράς του TS_i . Στόχος είναι η σύγκριση του q_i^{est} με το ιδανικό μήκος ουράς του TS_i (q_i^{ideal}). Με τον όρο ιδανικό μήκος ουράς προσδιορίζεται το μήκος της ουράς αν κατά τη διάρκεια ενός SI το TS_i παράγει δεδομένα με σταθερό ρυθμό, ίσο με ρ_i . Κατά την έναρξη του SI, γίνεται ο υπολογισμός του ιδανικού μήκους ουράς του TS_i με χρήση της εξίσωσης:

$$q_i^{ideal} = \frac{\rho_i \times \left(SI - \sum_{j=1}^i N_j \cdot \left(\frac{L_j}{R} + 2SIFS + ACK \right) \right)}{L_i} \quad \text{Εξ. 3.7}$$

Όταν λήξει η διάρκεια του $TXOP_i$ ο QAP καταγράφει το μήκος της ουράς του TS_i (q_i^e). Αυτό το μήκος υποδηλώνει το πλήθος των πακέτων που έχουν απομείνει στο TS_i μετά την ολοκλήρωση της εξυπηρέτησής του. Την ίδια στιγμή, ο QAP καταγράφει τη χρονική στιγμή (t_i^e) λήξης της διάρκειας του $TXOP_i$. Χρησιμοποιώντας τις παραπάνω πληροφορίες ο QAP μπορεί να εκτιμήσει το μήκος της ουράς του TS_i στην αρχή του επόμενου SI, μέσω της εξίσωσης 3.8

$$q_i^{est} = \frac{\rho_i(SI - t_i^e)}{L_i} + q_i^e \quad \text{Εξ. 3.8}$$

Το πρόβλημα που παρουσιάζεται με την παραπάνω εκτίμηση είναι πως αυτή μπορεί να μην ανταποκρίνεται στις πραγματικές ανάγκες του TS_i . Αν το συγκεκριμένο TS αντιπροσωπεύει μια εφαρμογή πραγματικού χρόνου υπάρχει πιθανότητα οι απαιτήσεις του να αλλάξουν μέχρι την επόμενη εξυπηρέτησή του. Εφόσον τα πακέτα δε δημιουργούνται με σταθερό ρυθμό υπάρχει το ενδεχόμενο μέχρι την επόμενη εξυπηρέτηση του TS_i το μήκος της ουράς του να μεταβληθεί. Επομένως, η εκτίμηση που θα έχει γίνει δε θα είναι ακριβής. Για αυτό το λόγο ο FHCF χρησιμοποιεί έναν αριθμό w , από ήδη γνωστές εκτιμήσεις του μήκους ουράς του TS_i έτσι ώστε να προσαρμόσει την τιμή της q_i^{est} . Όσο μεγαλύτερη είναι η τιμή του w τόσο περισσότερες εκτιμήσεις λαμβάνει υπόψη του ο αλγόριθμος. Έτσι, υπάρχει μεγαλύτερη ακρίβεια στον υπολογισμό της τιμής q_i^{est} . Οι εκτιμήσεις αυτές αποκτώνται από τις

εξυπηρετήσεις του TS_i που πραγματοποιήθηκαν στα πρώτα w SIs από την έναρξη λειτουργίας του αλγόριθμου. Συνήθως ο αριθμός w ισούται με πέντε. Στην ουσία σε κάθε ένα από τα πρώτα SIs, ο FHCF υπολογίζει μια μεταβλητή $|\Delta_i^j|$. Η μεταβλητή αυτή είναι η απόλυτη τιμή της διαφοράς μεταξύ του πραγματικού μήκους ουράς ($q_i^{b,real}$) του TS_i στην αρχή της εξυπηρέτησής του και της εκτίμησης του συγκεκριμένου μήκους ουράς ($q_i^{b,est}$). Επομένως, $\Delta_i^j = q_i^{b,real} - q_i^{b,est}$, όπου j είναι ο αριθμός του SI στο οποίο εξυπηρετείται το TS_i . Εφόσον καταγραφούν οι w μετρήσεις των Δ_i^j για το TS_i , προστίθεται στη μεταβλητή $q_i^{b,est}$ μια διορθωτική συνθήκη. Η συνθήκη αυτή αντιπροσωπεύει τις διάφορες τιμές των Δ_i^j που υπολογίστηκαν. Έτσι, ο QAP λαμβάνοντας υπόψη κάποιες προηγούμενες μετρήσεις που έγιναν μπορεί να εκτιμήσει καλύτερα το μήκος της ουράς του TS_i στην επόμενη εξυπηρέτησή του. Χρησιμοποιώντας την εξίσωση 3.9 βελτιώνει την εκτίμηση του μήκους ουράς που θα έχει το TS_i την επόμενη φορά που θα εξυπηρετηθεί.

$$q_{i,new}^{b,est}(n) = q_i^{b,est}(n) + \frac{\sum_{j=n-w}^{n-1} |\Delta_i^j|}{w} \quad \text{Εξ. 3.9}$$

Στην εξίσωση 3.9, η μεταβλητή w υποδηλώνει τις μετρήσεις που έχουν γίνει πριν το n -οστο SI και η μεταβλητή n υποδηλώνει ότι ο αλγόριθμος βρίσκεται στο n -οστο SI. Το αποτέλεσμα που προκύπτει είναι η τελική εκτίμηση του μήκους της ουράς του TS_i . Επομένως, ο QAP μπορεί να υπολογίσει τον πλήθος των επιπρόσθετων πακέτων που θα πρέπει να στείλει το TS_i στην επόμενη εξυπηρέτησή του. Αυτό το πλήθος δίνεται από τη διαφορά που προκύπτει μεταξύ του εκτιμώμενου μήκους ουράς και του ιδανικού μήκους ουράς:

$$DN_i^{est} = q_i^{est}(n) - q_i^{ideal}(n) + \frac{\sum_{j=n-w}^{n-1} |\Delta_i^j|}{w} \quad \text{Εξ: 3.10}$$

Στην παραπάνω σχέση υπάρχουν τρεις πιθανές περιπτώσεις όσον αφορά το μήκος της ουράς του TS_i . Κάθε μια από αυτές μπορεί να οδηγήσει σε διαφορετική τιμή των επιπλέον πακέτων που πρέπει να μεταδοθούν. Οι τρεις περιπτώσεις είναι οι εξής:

- $q_i^{est} = q_i^{ideal}$: Το εκτιμώμενο μήκος ουράς του TS_i είναι ίσο με το ιδανικό. Τότε η τιμή του $TXOP_i$ που έχει ανατεθεί στο TS_i κατά την αποδοχή του επαρκεί για τη

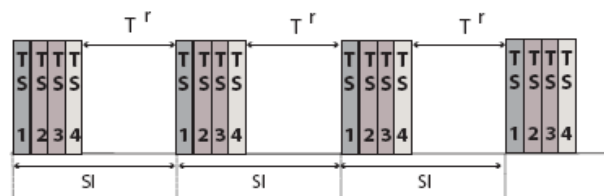
μετάδοση του πλήθους των πακέτων που υπάρχουν στην ουρά του. Επομένως, στο τέλος του $TXOP_i$ η ουρά του TS_i θα είναι κενή.

- $q_i^{est} > q_i^{ideal}$: Το μήκος της εκτιμώμενης ουράς είναι μεγαλύτερο από το μήκος της ιδανικής. Κάτι τέτοιο συνεπάγεται πως στην ουρά του QSTA έχουν εισαχθεί πακέτα νωρίτερα από τον αναμενόμενο χρόνο. Στις εφαρμογές πραγματικού χρόνου κάτι τέτοιο είναι πολύ λογικό, καθώς τα πακέτα δε δημιουργούνται με σταθερό ρυθμό. Τότε, η τιμή του DN_i^{est} θα είναι θετική και θα εξαρτάται από τον αριθμό των πακέτων που έχουν απομείνει στην ουρά του TS_i .
- $q_i^{est} < q_i^{ideal}$: Η περίπτωση αυτή παρουσιάζεται όταν το TS_i επιλέγεται για να μεταδώσει δεδομένα αργότερα από ότι αναμένεται. Τότε το εκτιμώμενο μήκος ουράς είναι μικρότερο από το ιδανικό καθώς το $TXOP$ που έχει ανατεθεί τελειώνει αργότερα από τον προβλεπόμενο χρόνο. Κάτι τέτοιο οδηγεί σε αρνητική τιμή του DN_i^{est} .

Τον υπολογισμό των επιπρόσθετων πακέτων που πρέπει να μεταδώσει το TS_i ακολουθεί ο υπολογισμός του επιπρόσθετου χρόνου που απαιτείται για να μεταδοθούν. Ο επιπρόσθετος χρόνος δίνεται από την εξίσωση 3.11

$$t_i^{est} = DN_i^{est} \cdot \left(\frac{L_i}{R} + 2SIFS + ACK \right) \quad \text{Εξ. 3.11}$$

Η παραπάνω διαδικασία που ακολουθεί ο QAP scheduler πραγματοποιείται για κάθε TS που έχει γίνει αποδεκτό. Με την ολοκλήρωση αυτής της διαδικασίας γίνονται τα τελικά βήματα του αλγόριθμου έτσι ώστε να αναπροσαρμοστεί κάθε τιμή $TXOP$ σύμφωνα με τις ανάγκες κάθε TS. Αρχικά, υπολογίζεται το άθροισμα όλων των θετικών τιμών (T_P) από τα t_i^{est} και η απόλυτη τιμή του αθροίσματος όλων των αρνητικών τιμών (T_N). Ακολουθεί ο υπολογισμός του χρόνου που απομένει (T^r) από το τέλος της εξυπηρέτησης των TSs ως και τη λήξη του SI (σχήμα 3.4).



Σχήμα 3.4: Εξυπηρέτηση των TSs με τον αλγόριθμο FHCF. T^r είναι το διάστημα που απομένει από το τέλος της εξυπηρέτησης των TSs ως και τη λήξη του SI.

Το χρονικό διάστημα T^r προκύπτει αφαιρώντας από τη διάρκεια του SI τη συνολική διάρκεια των TXOP που ανατέθηκαν στα TSs κατά την αποδοχή τους (εξίσωση 3.5). Αν ισχύει η ανισότητα $T_p - T_N > T^r$ τότε ο QAP scheduler δεν μπορεί να αναθέσει όλο τον επιπρόσθετο χρόνο που έχει υπολογιστεί από τις εκτιμήσεις που έχουν πραγματοποιηθεί. Σε αυτή την περίπτωση θα πρέπει να υπάρξει μείωση του t_i^{est} κάθε TS. Για να είναι αυτή η διαδικασία δίκαιη για όλα τα TSs, κάθε θετική τιμή t_i^{est} μειώνεται σύμφωνα με ένα ποσοστό β ενώ αυξάνεται κάθε αρνητική τιμή του t_i^{est} σύμφωνα και πάλι με το β . Ο υπολογισμός του β γίνεται μέσω της εξίσωσης 3.12:

$$\beta = -\frac{(T_p - T_N) - T^r}{T_p + T_N} \quad \text{Εξ. 3.12}$$

και τελικά ο επιπρόσθετος χρόνος που δίνεται σε κάθε TS υπολογίζεται ως εξής:

$$t_i^{add} = \begin{cases} (1 + \beta)t_i^{est} & \text{αν } t_i^{est} \geq 0 \\ (1 - \beta)t_i^{est} & \text{αν } t_i^{est} < 0 \end{cases} \quad \text{Εξ. 3.13}$$

Έτσι, πριν την εξυπηρέτηση ενός TS_i , ανατίθεται σε αυτό το συνολικό χρονικό διάστημα μετάδοσης που μπορεί να χρησιμοποιήσει. Η τιμή του διαστήματος δίνεται από το άθροισμα $TXOP_i + t_i^{add}$, όπου $TXOP_i$ είναι η τιμή που ανατέθηκε στο TS_i κατά την αποδοχή του. Με αυτόν τον τρόπο το TS_i εξυπηρετείται για όσο χρονικό διάστημα ορίζουν οι απαιτήσεις του.

3.3.2. Node scheduler

Ο node scheduler, από τη μεριά του, διαδραματίζει σημαντικό ρόλο στη λειτουργία του αλγόριθμου FHCF. Ένας QSTA μπορεί να δημιουργήσει ως p ($1 \leq p \leq 8$) TSs με τον QAP. Όταν ο QAP ενημερώνει ένα QSTA για το TXOP που δικαιούται, τότε ο QSTA καταναίμει το TXOP στα TSs που έχει δημιουργήσει. Η κατανομή γίνεται σύμφωνα με τις ανάγκες του κάθε TS. Στην ουσία, ο QSTA είναι αυτός που γνωρίζει το πραγματικό μήκος της ουράς κάθε TS πριν την εξυπηρέτησή του. Επομένως, μπορεί να πραγματοποιήσει πιο δίκαιο διαμοιρασμό του χρόνου που απαιτεί το κάθε TS για τη μετάδοση των πακέτων του. Ο node scheduler δεν υλοποιήθηκε στα πλαίσια της συγκεκριμένης διατριβής. Στην έρευνα που πραγματοποιήθηκε

κάθε QSTA δημιουργεί με τον QAP ένα μόνο TS, το οποίο για κάθε QSTA αντιπροσωπεύει διαφορετική εφαρμογή.

Η διαδικασία που ακολουθεί ο αλγόριθμος FHCF είναι αποδοτικότερη συγκριτικά με τον αλγόριθμο Reference όσον αφορά την εξυπηρέτηση εφαρμογών πραγματικού χρόνου. Στην περίπτωση δημιουργίας δεδομένων με ριπές, η προσαρμογή του TXOP ανάλογα με τις ανάγκες των TSs, έχει ως αποτέλεσμα τη μείωση των καθυστερήσεων στη μετάδοση των πακέτων. Από την άλλη μεριά, ο αλγόριθμος FHCF μειονεκτεί στο μηχανισμό αποδοχής των TSs. Το γεγονός ότι η εξυπηρέτηση όλων των TSs γίνεται στο ίδιο SI περιορίζει το πλήθος των TSs που γίνονται τελικά αποδεκτά.

3.4. Ο αλγόριθμος ESAC

Ο ESAC [10] αποτελεί το δεύτερο αλγόριθμο που έχει προταθεί στη βιβλιογραφία και έχει υλοποιηθεί στα πλαίσια της συγκεκριμένης διατριβής. Η λογική του βασίζεται στην εξυπηρέτηση κάθε TS σε διάστημα κοντά στο MSI του και όχι διαδοχικά στο ίδιο SI, όπως πράττουν οι αλγόριθμοι FHCF και Reference. Το MSI αποτελεί το μέγιστο χρονικό διάστημα που μεσολαβεί μεταξύ δυο διαδοχικών μεταδόσεων του ίδιου TS. Η γνωστοποίησή του γίνεται από τις παραμέτρους TSPEC της εφαρμογής που αντιπροσωπεύει κάθε TS. Ο αλγόριθμος ESAC χωρίζεται σε δυο τμήματα. Το πρώτο είναι αυτό της αποδοχής των TS ενώ το δεύτερο σχετίζεται με το χρονοπρογραμματισμό των πακέτων που πρέπει να μεταδοθούν. Η ανάλυσή τους θα γίνει παράλληλα καθώς στην ουσία όταν ένα TS γίνεται αποδεκτό από τον QAP την ίδια στιγμή χρονοπρογραμματίζεται και η εξυπηρέτησή του.

Όπως στους αλγόριθμους FHCF και Reference έτσι και στον αλγόριθμο ESAC όταν ένα TS_i ζητά αποδοχή στέλνει μια αίτηση στον QAP. Η αίτηση αυτή περιλαμβάνει τις παραμέτρους TSPEC της εφαρμογής που αντιπροσωπεύει το συγκεκριμένο TS_i . Από αυτές τις παραμέτρους ο αλγόριθμος ελέγχει την τιμή του MSI_i . Την τιμή αυτή τη συγκρίνει με τις τιμές MSI των υπόλοιπων TSs που έχουν γίνει αποδεκτά. Από τη σύγκριση βρίσκει την ελάχιστη τιμή MSI με βάση την οποία δημιουργεί έναν πίνακα από SIs. Ο πίνακας αυτός δέχεται τέσσερις διαφορετικές τιμές SI. Η πρώτη από αυτές ισούται με το ελάχιστο MSI. Στο συγκεκριμένο αλγόριθμο το ελάχιστο MSI καλείται Βασικό Διάστημα Εξυπηρέτησης (Basic

Service Interval, BSI). Οι υπόλοιπες τιμές του πίνακα προκύπτουν πολλαπλασιάζοντας την τιμή του BSI με δυνάμεις του δυο, όπως φαίνεται και από το παράδειγμα του πίνακα 3.2.

Πίνακας 3.2: Πίνακας με SIs όπου το BSI ισούται με 20ms

Θέσεις πίνακα	τιμή SI
1	20 ms
2	40 ms
3	80 ms
4	160 ms

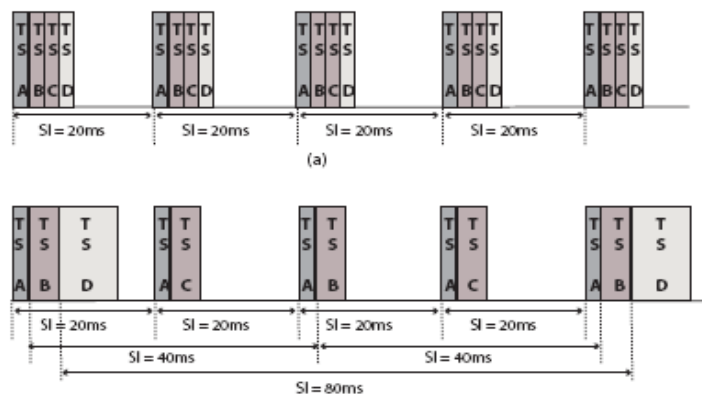
Στον παραπάνω πίνακα η BSI τιμή ισούται με 20ms. Οι υπόλοιπες τιμές προκύπτουν από τη σχέση 3.15

$$Value = BSI \times 2^{Level-1} \quad \text{Εξ. 3.15}$$

Έπειτα από τη δημιουργία του πίνακα υπολογίζεται το χρονικό διάστημα εξυπηρέτησης του TS_i ως εξής:

$$SI_i = \max\{x | x \leq MSI_i, x \in SI_{table}\} \quad \text{Εξ. 3.16}$$

Έτσι, αν θεωρήσουμε πως το TS_i έχει τιμή MSI ίση με 90ms, τότε το SI_i που θα του ανατεθεί είναι 80ms. Αυτή η λογική που ακολουθεί ο αλγόριθμος ESAC οδηγεί σε διαφορετική διαδικασία εξυπηρέτησης των TSs συγκριτικά με τους Reference και FHCF όπως παρουσιάζεται και στο σχήμα 3.5.



Σχήμα 3.5: Σύγκριση του τρόπου εξυπηρέτησης των TSs μεταξύ των αλγόριθμων (a) Reference και FHCF με τον (b) αλγόριθμο ESAC

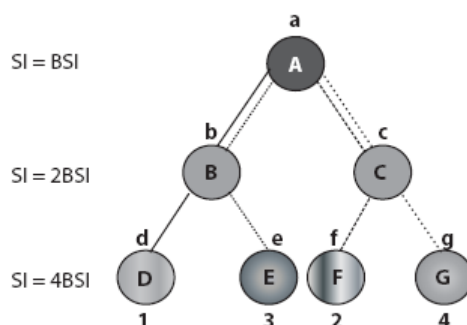
Οι αλγόριθμοι FHCF και Reference εξυπηρετούν όλα τα TSs στο ίδιο SI, σε αντίθεση με τον ESAC. Από το παραπάνω σχήμα παρατηρούμε πως μόνο το TS_A εξυπηρετείται σε κάθε διάστημα εξυπηρέτησης και αυτό γιατί η τιμή του SI_A ισοδυναμεί με την τιμή του BSI. Για τα υπόλοιπα TSs βλέπουμε πως η εξυπηρέτησή τους γίνεται ανάλογα με την τιμή του SI που τους έχει ανατεθεί. Αυτή η λογική οδηγεί στην αποδοχή μεγαλύτερου πλήθους από TSs.

Τον υπολογισμό του SI_i ακολουθεί ο υπολογισμός της τιμής του $TXOP_i$ που πρέπει να δοθεί στο TS_i που ζητά αποδοχή. Η διαδικασία που ακολουθείται για την εύρεση του $TXOP_i$ είναι ίδια με την αντίστοιχη του αλγόριθμου Reference. Υπολογίζει το $TXOP_i$ που απαιτείται είτε για την αποστολή N_i πλήθους πακέτων μέσου μεγέθους είτε για την αποστολή ενός πακέτου μέγιστου μεγέθους. Η μόνη διαφορά παρουσιάζεται στον υπολογισμό του πλήθους πακέτων που μπορεί να στείλει το TS_i . Το χρονικό διάστημα εξυπηρέτησης που χρησιμοποιείται σε αυτή την περίπτωση είναι ίδιο με τη τιμή του SI_i που ανατέθηκε στο TS_i . Έτσι, οι τύποι για τον υπολογισμό του πλήθους των πακέτων που μπορούν να μεταδοθούν από το TS_i καθώς και της τιμής του $TXOP_i$ είναι οι εξής:

$$N_i = \left\lfloor \frac{SI_i \times \rho_i}{L_i} \right\rfloor \quad \text{Εξ. 3.17}$$

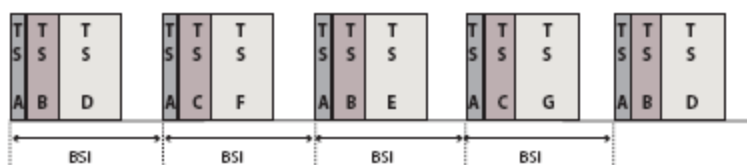
$$TXOP_i = \max\left(\frac{N_i \times L_i}{R} + O, \frac{M}{R} + O\right) \quad \text{Εξ. 3.18}$$

Με την ολοκλήρωση της παραπάνω διαδικασίας ο αλγόριθμος ESAC κατασκευάζει ένα δέντρο (σχήμα 3.6) σύμφωνα με το οποίο γίνεται η αποδοχή των TSs καθώς και η εξυπηρέτησή τους.



Σχήμα 3.6: Δέντρο τριών επιπέδων που δημιουργείται με τον αλγόριθμο ESAC

Με μικρά γράμματα δηλώνονται οι κόμβοι του δέντρου και με κεφαλαία τα TSs που έχουν γίνει ήδη δεκτά. Κάθε επίπεδο του δέντρου αντιπροσωπεύει το χρονικό διάστημα εξυπηρέτησης των TSs που ανήκουν στους κόμβους του εκάστοτε επιπέδου. Επομένως, τα TSs του τρίτου επιπέδου μπορούν να μεταδώσουν πακέτα κάθε 4BSI. Τα TSs που βρίσκονται στους κόμβους φύλλα μαζί με τους προγονές τους μέχρι και τη ρίζα εξυπηρετούνται κάθε BSI. Το πλήθος αυτών των TSs αποτελεί ένα rolling group. Η σειρά εξυπηρέτησης κάθε rolling group δίνεται από τα νούμερα που βρίσκονται κάτω από τους κόμβους του τελευταίου επιπέδου του σχήματος 3.6 και μπορεί να αναπαρασταθεί ως εξής:



Σχήμα 3.7: Σειρά εξυπηρέτησης των TS που ανήκουν σε κάθε rolling group

Ο αλγόριθμος προκειμένου να ελέγξει αν μπορεί να αποδεχτεί το TS_i στο οποίο έχει αναθέσει ένα $TXOP_i$, υπολογίζει αρχικά το άθροισμα των TXOP κάθε rolling group που έχει δημιουργηθεί. Ο τύπος με τον οποίο πραγματοποιείται αυτός ο υπολογισμός είναι ο εξής:

$$TXOPSUM = \sum_{n=1}^l TXOP_n \quad \text{Εξ. 3.19}$$

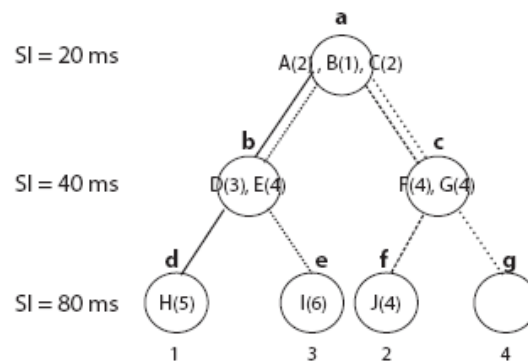
όπου l είναι το πλήθος των TSs που περιέχεται σε ένα rolling group. Για να γίνει αποδεκτό το TS_i θα πρέπει να υπάρχει τουλάχιστον ένα rolling group το οποίο να ικανοποιεί την παρακάτω σχέση

$$TXOP_i + TXOPSUM \leq BSI \quad \text{Εξ. 3.20}$$

Επομένως, αν το συνολικό άθροισμα των TXOP είναι μικρότερο του BSI τότε το TS_i γίνεται αποδεκτό. Η εισαγωγή πραγματοποιείται στον κόμβο που ανήκει στο επίπεδο του δέντρου με τιμή SI ίση με το SI_i . Σε περίπτωση που υπάρχει παραπάνω από ένα rolling group στο οποίο μπορεί να εισαχθεί το TS_i , τότε επιλέγεται αυτό με το μικρότερο TXOPSUM. Από την άλλη

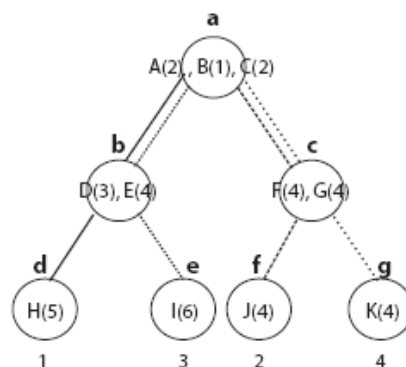
μεριά, αν δεν υπάρχει κανένα rolling group που να μπορεί να δεχτεί το TS_i τότε η τιμή του SI_i μειώνεται στο μισό και η διαδικασία επαναλαμβάνεται. Στην περίπτωση που το SI_i γίνει ίσο με BSI και το TS_i δεν μπορεί να εισαχθεί στη ρίζα του δέντρου τότε απορρίπτεται από τον QAP.

Για να γίνει πιο κατανοητή η διαδικασία εισαγωγής ενός TS θα δοθεί ένα παράδειγμα. Έστω ότι αρχικά έχουμε το δέντρο του Σχήματος 3.8. Οι αριθμοί μέσα στις παρενθέσεις δηλώνουν την TXOP τιμή κάθε TS.



Σχήμα 3.8: Δέντρο πριν την εισαγωγή του νέου TS

Έστω το νέο TS_K που στέλνει μια αίτηση QoS στον QAP ζητώντας να γίνει αποδεκτό. Η τιμή του SI_K είναι $80ms$ και του $TXOP_K$ $4ms$. Οι κόμβοι d, e, f, g έχουν $SI = 80ms$ που ισοδυναμεί με την τιμή SI_k . Το $TXOP_{SUM}$ των rolling groups 1, 2, 3 και 4 είναι $17ms, 17ms, 18ms$ και $13ms$ αντίστοιχα. Επομένως, εφόσον το τέταρτο rolling group έχει το μικρότερο TXOP άθροισμα, η εισαγωγή του TS_K θα γίνει στον κόμβο g δίνοντας το δέντρο του Σχήματος 3.9.



Σχήμα 3.9: Δέντρο μετά την εισαγωγή του TS_K

3.5. Μειονεκτήματα των αλγορίθμων

Οι αλγόριθμοι Reference, FHCF και ESAC που παρουσιάστηκαν εμφανίζουν κάποια σημαντικά μειονεκτήματα και περιορισμούς που επηρεάζουν την εγγύηση της παροχής ποιότητας υπηρεσιών. Κανένας από τους αλγόριθμους δε δίνει ταυτόχρονα κάποια λύση στο πρόβλημα των καθυστερήσεων των πακέτων που μεταδίδονται αλλά και στο μειωμένο πλήθος των TSs που γίνονται αποδεκτά από τον QAP.

Ξεκινώντας, θα αναλύσουμε τους περιορισμούς που παρουσιάζονται στο πλήθος των TS που γίνονται αποδεκτά. Σε αυτό το κομμάτι οι αλγόριθμοι Reference και FHCF παρουσιάζουν σημαντική υστέρηση. Και οι δυο εξυπηρετούν όλα τα TSs διαδοχικά στο ίδιο SI, το οποίο επαναλαμβάνεται περιοδικά. Κάτι τέτοιο οδηγεί στην αποδοχή μικρού πλήθους από TS. Αυτό οφείλεται στη συσχέτιση που υπάρχει μεταξύ της τιμής του TXOP και του SI. Όσο μικρότερη είναι η τιμή του SI τόσο μικρότερο είναι και το πλήθος των αποδεκτών TSs. Η τιμή του SI που παραχωρείται από τους αλγόριθμους Reference και FHCF είναι η ελάχιστη από όλα τα MSI των TSs. Το άθροισμα, όμως, των TXOP τιμών που ανατίθεται στα διάφορα TSs πρέπει να μην ξεπερνάει αυτή την τιμή του SI, έτσι ώστε να μπορέσουν όλα να μεταδώσουν μέσα σε αυτό το διάστημα. Παράλληλα, αυτή η λογική των αλγορίθμων Reference και FHCF έχει ως αποτέλεσμα να μη γίνεται σωστά η αξιοποίηση του καναλιού. Η εξυπηρέτηση των TSs θα πρέπει να γίνεται σε ένα χρονικό διάστημα κοντά στο MSI που ορίζει η εφαρμογή μέσω των TSPEC παραμέτρων. Δεν υπάρχει λόγος εξυπηρέτησης ενός TS σε χρονικό διάστημα διαφορετικό από αυτό που ορίζει η εφαρμογή που αντιπροσωπεύει. Η προσαρμογή που εκτελούν οι αλγόριθμοι Reference και FHCF, όσον αφορά το SI, μπορεί να οδηγήσει σε άσκοπη επιλογή των TS. Αν δεν υπάρχουν πακέτα στις ουρές τους τότε δε θα υπάρχουν και δεδομένα για μετάδοση με αποτέλεσμα στο κανάλι να εμφανίζονται CF-Null πλαίσια. Αυτός είναι και ο λόγος για τον οποίο η τακτική που ακολουθεί ο ESAC στην περίπτωση της αποδοχής των TSs είναι αποδοτικότερη. Εξυπηρετεί κάθε TS_i ανάλογα με το δικό του SI_i που του έχει ανατεθεί. Η τιμή του SI_i βρίσκεται κοντά στην τιμή του MSI_i με αποτέλεσμα να μειώνεται αισθητά ο αριθμός των Null πλαισίων που εμφανίζονται στο δίκτυο. Παράλληλα αυξάνεται το πλήθος των αποδεκτών TS με τη χρήση των polling groups.

Το πρόβλημα που παρουσιάζει ο αλγόριθμος ESAC σχετίζεται με τις καθυστερήσεις στη μετάδοση των πακέτων. Οι καθυστερήσεις των μεταδόσεων σχετίζονται άμεσα με το

διάστημα TXOP που ανατίθεται σε κάθε TS. Οι αλγόριθμοι Reference και ESAC αναθέτουν τόσο TXOP ώστε ένα TS είτε να μπορέσει να στείλει ένα πακέτο μέγιστου μεγέθους είτε N_i πακέτα μέσου μεγέθους. Εφόσον έχουμε εφαρμογές πραγματικού χρόνου τα πακέτα δεν έχουν σταθερό μέγεθος, τα δεδομένα δε μεταδίδονται με σταθερό ρυθμό ενώ υπάρχει πιθανότητα δημιουργίας δεδομένων με ριπές. Οι τιμές TXOP που αναθέτουν στα TSs οι Reference και ESAC είναι σταθερές και επομένως δεν προσαρμόζονται ανάλογα με την κίνηση που υπάρχει στο κανάλι. Έτσι, υπάρχει το ενδεχόμενο ένα TS να μην χρησιμοποιήσει όλη την TXOP τιμή που του έχει ανατεθεί ενώ κάποιο άλλο να χρειάζεται περισσότερο χρόνο για μετάδοση από αυτόν που του δόθηκε. Κάτι τέτοιο μπορεί να συμβεί στην περίπτωση δημιουργίας δεδομένων με ριπές. Τότε ένα TS αποκτά πολλά πακέτα στην ουρά του με αποτέλεσμα να χρειάζεται περισσότερο TXOP για τη μετάδοσή τους. Αυτό όμως δεν μπορεί να επιτευχθεί από τους αλγόριθμους Reference και ESAC. Έτσι, τα πακέτα παραμένουν στην ουρά του TS και εξυπηρετούνται κάποια άλλη χρονική στιγμή. Κάτι τέτοιο οδηγεί σε καθυστέρηση μετάδοσης η οποία είναι ανεπιθύμητη σε εφαρμογές πραγματικού χρόνου.

Το γεγονός ότι ο αλγόριθμος FHCF μεταβάλλει τις τιμές TXOP τον καθιστά αποδοτικότερο όσον αφορά τη μετάδοση των πακέτων. Σε μια αντίστοιχη περίπτωση όπως αυτή που αναλύθηκε παραπάνω, ο FHCF αναπροσαρμόζει τα TXOPs ανάλογα με τις απαιτήσεις που έχει κάθε TS στο δεδομένο χρονικό διάστημα εξυπηρέτησης. Έτσι, κάποιο TS που χρειάζεται να μεταδώσει μεγαλύτερο πλήθος πακέτων από τα υπόλοιπα αποκτά και μεγαλύτερη TXOP τιμή. Το μειονέκτημα που παρουσιάζει ο αλγόριθμος είναι ότι η τελική τιμή του επιπρόσθετου χρόνου που μπορεί να διαμοιραστεί στα διάφορα TS εξαρτάται από τον εναπομείναντα χρόνο μέχρι την ολοκλήρωση της HCCA διαδικασίας. Αν ο χρόνος που απομένει είναι μικρός τότε ο επιπρόσθετος χρόνος που θα μπορέσει να ανατεθεί θα είναι σχετικά περιορισμένος.

ΚΕΦΑΛΑΙΟ 4. ΠΡΟΤΕΙΝΟΜΕΝΟΙ ΑΛΓΟΡΙΘΜΟΙ

4.1 Ο αλγόριθμος Multi Service Interval Fair Scheduling (MSF)

4.2 Ο αλγόριθμος MSF with Worst-Fit based admission (MSF-WF)

Τα μειονεκτήματα των αλγόριθμων Reference, FHCF και ESAC που παρουσιάστηκαν στο προηγούμενο κεφάλαιο αποτέλεσαν τη βάση για την έρευνα που διεξήχθη στη συγκεκριμένη διατριβή. Αποτέλεσμα αυτής της έρευνας είναι η δημιουργία δυο νέων αλγόριθμων οι οποίοι βελτιώνουν την ποιότητα υπηρεσιών που παρέχεται από το δίκτυο προς τους χρήστες του. Η μελέτη μας επικεντρώνεται σε δυο θέματα γύρω από την ποιότητα υπηρεσιών. Το πρώτο θέμα αφορά την περίπτωση που οι εξυπηρετούμενες εφαρμογές δημιουργούν δεδομένα με ριπές. Για το συγκεκριμένο ζήτημα προτείνεται ο αλγόριθμος *Multi Service Interval Fair Scheduling (MSF)*. Σκοπός του αλγόριθμου είναι η αποδοτική αξιοποίηση του δικτύου με σκοπό την αποστολή των δεδομένων με όσο το δυνατόν μικρότερη καθυστέρηση. Το δεύτερο τμήμα της έρευνας σχετίζεται με το πλήθος των TSs που μπορεί να γίνει αποδεκτό από το δίκτυο. Ο *MSF with Worst-Fit based admission (MSF-WF)* είναι ένας αλγόριθμος ο οποίος αποτελεί προέκταση του MSF. Εντοπίζοντας τα μειονεκτήματα του αλγόριθμου MSF όσον αφορά τον τρόπο αποδοχής των TSs, ο MSF-WF προτείνει ένα διαφορετικό μηχανισμό αποδοχής. Η διαδικασία που ακολουθεί πετυχαίνει αύξηση του πλήθους των TSs που γίνονται αποδεκτά και επομένως εξυπηρετούνται από το δίκτυο.

4.1. Ο αλγόριθμος Multi Service Interval Fair Scheduling (MSF)

Την πρώτη πρόταση της συγκεκριμένης διατριβής αποτελεί ο αλγόριθμος MSF. Η λογική του αλγόριθμου βασίζεται στη χρήση πολλαπλών SI σε συνδυασμό με το δυναμικό καθορισμό του TXOP για κάθε εξυπηρετούμενο TS. Η διαδικασία που ακολουθεί ο MSF αξιοποιεί τα

πλεονεκτήματα των αλγόριθμων FHCF και ESAC, ενώ παρέχει λύση στα προβλήματα που παρουσιάζουν. Όπως αναφέρθηκε, ο αλγόριθμος ESAC χρησιμοποιεί την ίδια τιμή TXOP για την εξυπηρέτηση των TSs ανεξάρτητα από το αν οι απαιτήσεις τους μεταβάλλονται σε κάθε περίοδο εξυπηρέτησης. Από την άλλη μεριά, ενώ ο αλγόριθμος FHCF προσαρμόζει το TXOP στις ανάγκες των TSs, χρησιμοποιεί το ίδιο SI για την εξυπηρέτησή τους. Η διαδικασία την οποία ακολουθεί ο αλγόριθμος MSF χρησιμοποιώντας πολλαπλά SIs, έχει ως αποτέλεσμα την αύξηση του πλήθους των αποδεκτών TSs συγκριτικά με τον αλγόριθμο FHCF. Παράλληλα, ο MSF λαμβάνει υπόψη τις απαιτήσεις των TSs σε κάθε περίοδο εξυπηρέτησή τους σε αντίθεση με τον αλγόριθμο ESAC. Έτσι, προσαρμόζει το TXOP κάθε TS ανάλογα με τις ανάγκες του σε κάθε διάστημα εξυπηρέτησης. Η διαδικασία, όμως, που ακολουθεί ο MSF αλγόριθμος δεν σταματά στην αναπροσαρμογή των τιμών TXOP. Ο αλγόριθμος φροντίζει για έκτακτη εξυπηρέτηση των TSs όταν αυτό κρίνεται αναγκαίο. Με την έκτακτη εξυπηρέτηση παραχωρείται το δικαίωμα μετάδοσης σε TSs νωρίτερα από τη χρονική στιγμή που καθορίζει το SI που τους έχει ανατεθεί. Η προϋπόθεση είναι τα TSs που θα επιλεγούν για επιπλέον εξυπηρέτηση να μην έχουν καταφέρει να μεταδώσουν όλα τα πακέτα τους την τελευταία φορά που εξυπηρετήθηκαν. Με αυτόν τον τρόπο ο αλγόριθμος MSF βελτιώνει την αξιοποίηση του δικτύου και μπορεί να ανταπεξέλθει στις ποικίλες ανάγκες των TSs.

Στον MSF όταν ένα TS_i ζητά αποδοχή ελέγχεται από τον QAP το MSI_i . Το MSI_i καθορίζεται από τις παραμέτρους TSPEC της εφαρμογής που αντιπροσωπεύει το TS_i . Το MSI_i αποτελεί το μέγιστο χρονικό διάστημα που μεσολαβεί μεταξύ δυο διαδοχικών μεταδόσεων του TS_i . Η τιμή του MSI_i συγκρίνεται με τις MSI τιμές των υπόλοιπων TSs που έχουν ήδη γίνει αποδεκτά. Από αυτή την σύγκριση προκύπτει η ελάχιστη MSI τιμή, σύμφωνα με την οποία κατασκευάζεται ένας πίνακας με τα SIs που θα ανατεθούν στα TSs. Η κατασκευή του συγκεκριμένου πίνακα και η ανάθεση του SI βασίζεται στη λογική του αλγόριθμου ESAC. Η πρώτη τιμή του πίνακα αποτελεί το ελάχιστο MSI, ενώ οι υπόλοιπες τιμές προκύπτουν πολλαπλασιάζοντας το ελάχιστο MSI με δυνάμεις του δυο. Σύμφωνα με αυτόν τον πίνακα ανατίθεται στο TS_i η SI τιμή του (SI_i), που βρίσκεται κοντά στο MSI_i . Τον υπολογισμό του SI_i ακολουθεί ο υπολογισμός του πλήθους των πακέτων που δημιουργούνται από το TS_i σε κάθε διάστημα εξυπηρέτησής του σύμφωνα με τον μέσο ρυθμό ρ_i . Σύμφωνα με αυτά τα χαρακτηριστικά, ο QAP υπολογίζει το πλήθος των πακέτων που λαμβάνει το TS_i (εξίσωση 4.1) καθώς και το $TXOP_i$ (εξίσωση 4.2) που απαιτείται για τη μετάδοσή τους. Η τιμή του $TXOP_i$ που ανατίθεται τελικά στο TS_i είναι το συνολικό χρονικό διάστημα από τη στιγμή που

το TS_i θα αποκτήσει το δικαίωμα μετάδοσης μέχρι και τη λήψη του πλαισίου επιβεβαίωσης του τελευταίου από τα πακέτα που μετέδωσε.

$$N_i = \left\lceil \frac{SI_i \times \rho_i}{L_i} \right\rceil \quad \text{Εξ. 4.1}$$

$$TXOP_i = N_i \times \left(\frac{L_i}{R} + 2SIFS + ACK \right) \quad \text{Εξ. 4.2}$$

Μετά την ολοκλήρωση των παραπάνω υπολογισμών ακολουθεί η διαδικασία για την εισαγωγή του TS_i σε ένα δυαδικό δέντρο. Κάθε επίπεδο του δέντρου αντιπροσωπεύει μια από τις τιμές του πίνακα με τα SIs, που έχει δημιουργηθεί. Ο κόμβος ρίζα αντιστοιχεί στην ελάχιστη MSI τιμή που έχει υπολογιστεί, δηλαδή στο BSI (Basic Service Interval). Η εισαγωγή του TS_i θα γίνει σε εκείνον τον κόμβο που ανήκει στο επίπεδο του δέντρου με SI ίσο με SI_i . Προκειμένου να επιτευχθεί κάτι τέτοιο ελέγχεται το άθροισμα των TXOP κάθε polling group. Το polling group είναι μια έννοια που παρουσιάστηκε μέσω του αλγόριθμου ESAC. Ένα polling group αποτελείται από τους κόμβους που συνθέτουν το μονοπάτι από τη ρίζα του δέντρου μέχρι κάποιο κόμβο φύλλο. Η εισαγωγή του TS_i θα γίνει σε εκείνο τον κόμβο που ανήκει στο polling group με το μικρότερο TXOP άθροισμα. Το TXOP άθροισμα είναι η τιμή που προκύπτει αν προστεθούν τα TXOP των TSs που περιέχει το polling group. Έστω P_k το polling group με το μικρότερο TXOP άθροισμα, όπου για το k ισχύει η σχέση $1 \leq k \leq N$. Η μεταβλητή N δηλώνει το πλήθος των polling groups που έχουν δημιουργηθεί στο δέντρο. Για να είναι επιτυχής η εισαγωγή του TS_i θα πρέπει το συνολικό άθροισμα που προκύπτει προσθέτοντας το $TXOP_i$ στο άθροισμα των TXOP των TSs του P_k , να είναι μικρότερο ή ίσο του BSI. Ο λόγος για τον οποίο πρέπει να ισχύει κάτι τέτοιο είναι γιατί κάθε polling group εξυπηρετείται σε κάθε BSI. Επομένως, τα TSs που έχουν εισαχθεί στο polling group θα πρέπει να μπορούν να εξυπηρετηθούν κατά τη διάρκεια του χρονικού διαστήματος BSI.

Εφόσον ο υπολογισμός του $TXOP_i$ γίνεται κατά την αποδοχή του TS_i , δεν έχει ληφθεί υπόψη η πραγματική κίνηση που υπάρχει στο δίκτυο. Εφαρμογές με μεταβαλλόμενο ρυθμό μετάδοσης δεδομένων έχουν, σε κάθε εξυπηρέτησή τους, διαφορετικές απαιτήσεις όσον αφορά το TXOP. Θεωρώντας ότι το TS_i αντιπροσωπεύει μια τέτοια εφαρμογή, στόχος του

αλγόριθμου MSF είναι η αναπροσαρμογή του $TXOP_i$ ανάλογα με τις απαιτήσεις του TS_i τη χρονική στιγμή της εξυπηρέτησής του. Σε αντίθεση με τους αλγόριθμους που έχουν παρουσιαστεί μέχρι στιγμής, ο αλγόριθμος MSF υιοθετεί μια διαφορετική λογική. Ο μηχανισμός καθορισμού του TXOP συνδυάζεται με την έννοια του polling group.

Πριν την εξυπηρέτηση κάθε polling group γίνεται εκτίμηση του μήκους της ουράς των TSs. Με αυτό τον τρόπο υπολογίζεται ο επιπρόσθετος χρόνος που πιθανόν να χρειάζεται κάθε TS. Ενώ αυτή η διαδικασία επαναλαμβάνεται σε κάθε BSI, η εκτίμηση του μεγέθους των ουρών δεν εξαρτάται από την τιμή του BSI αλλά από την SI_i τιμή που έχει ανατεθεί σε κάθε TS_i . Αυτή η λογική του αλγόριθμου βασίζεται στο γεγονός ότι σε κάθε BSI πραγματοποιείται η εξυπηρέτηση μόνο των TSs που ανήκουν στο συγκεκριμένο polling group. Η τιμή SI_i του κάθε TS_i είναι ο παράγοντας που καθορίζει το χρονικό διάστημα στο οποίο επαναλαμβάνεται η εξυπηρέτησή του. Επομένως, εφόσον μας ενδιαφέρει ο χρόνος $TXOP_i$ που χρειάζεται ένα TS_i την επόμενη φορά που θα λάβει το δικαίωμα εκπομπής, εκτιμούμε το πλήθος των πακέτων που το TS_i δημιούργησε στο χρονικό διάστημα SI_i .

Αναλυτικότερα, η διαδικασία που ακολουθεί ο αλγόριθμος MSF για την εξυπηρέτηση ενός TS_i στο polling group P_k στο οποίο ανήκει το TS_i είναι η εξής: Πριν την έναρξη του BSI υπολογίζεται το ιδανικό μήκος ουράς του TS_i μέσω της εξίσωσης

$$q_i^{ideal} = \frac{\rho_i \times \left(SI_i - \sum_{j=1}^i N_j \cdot \left(\frac{L_j}{R} + 2SIFS + ACK \right) \right)}{L_i} \quad \text{Εξ. 4.3}$$

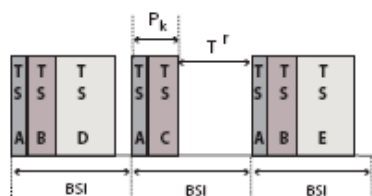
Το ιδανικό μήκος ουράς ορίζεται ως το πλήθος των πακέτων που δημιουργεί μια εφαρμογή αν κατά τη διάρκεια του SI_i παράγει δεδομένα με σταθερό ρυθμό ρ_i . Ο ρυθμός καθορίζεται από τα χαρακτηριστικά TSPEC της εφαρμογής. Το άθροισμα στον αριθμητή είναι στην ουσία το άθροισμα των TXOP των TSs που έχουν ήδη εξυπηρετηθεί στο συγκεκριμένο P_k . Η διαφορά που υπολογίζεται αποτελεί το χρονικό διάστημα που απομένει μέχρι την επόμενη εξυπηρέτηση του TS_i .

Εφόσον ολοκληρωθεί η διαδικασία υπολογισμού του ιδανικού μήκους ουράς ξεκινάει η εξυπηρέτηση του TS_i . Μετά το τέλος του χρονικού διαστήματος $TXOP_i$, ο QAP καταγράφει

το μήκος της ουράς του TS_i (q_i^e) καθώς και τη χρονική στιγμή (t_i^e) στην οποία έληξε η διάρκεια του $TXOP_i$. Αν η μεταβλητή q_i^e δεν είναι μηδέν τότε το TS_i δεν έχει καταφέρει να μεταδώσει όλα τα πακέτα του κατά τη διάρκεια $TXOP_i$. Χρησιμοποιώντας αυτές τις μετρήσεις γίνεται εκτίμηση του μήκους ουράς του TS_i στην επόμενη εξυπηρέτησή του σύμφωνα με την εξίσωση (4.4)

$$q_i^{est} = \frac{\rho_i(SI_i - t_i^e)}{L_i} + q_i^e \quad \text{Εξ. 4.4}$$

Εφόσον εκτιμηθεί το μήκος της ουράς του TS_i , υπολογίζεται το πλήθος των επιπρόσθετων πακέτων που πρέπει να μεταδώσει το TS_i την επόμενη φορά που θα εξυπηρετηθεί. Παράλληλα, γίνεται υπολογισμός και του επιπλέον χρόνου που απαιτείται για την αποστολή αυτών των πακέτων. Οι συγκεκριμένοι υπολογισμοί βασίζονται στη λογική του αλγόριθμου FHCF. Έτσι, το πλήθος των επιπρόσθετων πακέτων για το TS_i προκύπτει από το αποτέλεσμα της διαφοράς μεταξύ του εκτιμώμενου και του ιδανικού μήκους ουράς του TS_i . Προκειμένου να επιτευχθεί η αποστολή των επιπλέον πακέτων εκτιμάται ο επιπρόσθετος χρόνος (t_i^{est}) που χρειάζεται το TS_i στην επόμενη εξυπηρέτησή του. Η ίδια διαδικασία πραγματοποιείται για κάθε TS που ανήκει στο ίδιο polling group με το TS_i . Εφόσον εκτιμηθεί ο επιπρόσθετος χρόνος που απαιτείται από κάθε TS του polling group γίνεται ένας υπολογισμός του χρονικού διαστήματος που απομένει (T^r) από το τέλος της εξυπηρέτησης του polling group μέχρι και τη λήξη του BSI. Το χρονικό διάστημα T^r προκύπτει αφαιρώντας από τη διάρκεια του BSI τη συνολική διάρκεια των TXOP τιμών που ανατέθηκαν στα TSs κατά την αποδοχή τους μέσω της εξίσωσης 4.2.



Σχήμα 4.1: Το P_k είναι το polling group που εξυπηρετείται. T^r είναι το χρονικό διάστημα που απομένει από το τέλος της εξυπηρέτησης του P_k ως και τη λήξη του BSI

Έτσι, το T^r που απομένει διαμοιράζεται δίκαια στα TSs του P_k . Δίκαιος διαμοιρασμός συνεπάγεται πως σε κάθε TS ανατίθεται το επιπρόσθετο χρονικό διάστημα που χρειάζεται

ανάλογα με τις απαιτήσεις του. Έτσι, στο TS_i δίνεται ο επιπλέον χρόνος t_i^{add} που απαιτείται για την αποστολή των επιπρόσθετων πακέτων του. Αυτό έχει ως αποτέλεσμα στην επόμενη εξυπηρέτηση του TS_i , το $TXOP_i$ που θα χρησιμοποιήσει να είναι τόσο ώστε το TS_i να μπορέσει να μεταδώσει όλα τα πακέτα που βρίσκονται στην ουρά του. Επομένως, για το $TXOP_i$ ισχύει

$$TXOP_i = T_i + t_i^{add} \quad \text{Εξ.4.5}$$

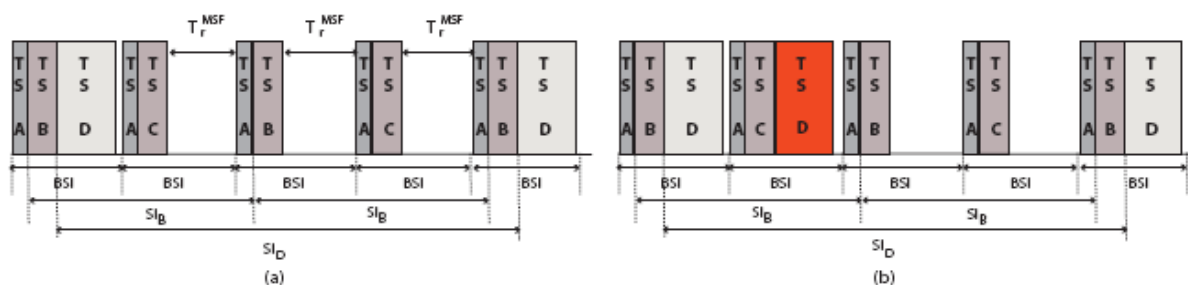
όπου T_i είναι το TXOP που έχει αναθέσει ο QAP στο TS_i κατά την αποδοχή του μέσω της εξίσωσης 4.2.

Η προσαρμογή της τιμής $TXOP_i$ ενός TS_i σύμφωνα με την κίνηση που υπάρχει στο δίκτυο, είναι σημαντικός παράγοντας για τη μείωση των καθυστερήσεων στη μετάδοση των πακέτων. Η προσαρμογή αυτή όμως μπορεί να μην επαρκεί για την αποστολή όλων των πακέτων που υπάρχουν στην ουρά ενός TS_i . Ανάλογα με το φόρτο του δικτύου, υπάρχει το ενδεχόμενο σε κάποιο BSI να εξαντληθεί όλος ο χρόνος που διατίθεται στα TSs ενός polling group για την εξυπηρέτησή τους και παρόλα αυτά κάποιο TS να διαθέτει ακόμα πακέτα προς μετάδοση. Αυτήν την περίπτωση λαμβάνει υπόψη του ο αλγόριθμος MSF. Έτσι, ο αλγόριθμος ακολουθεί μια διαδικασία ώστε να υπάρξουν όσο το δυνατόν μικρότερες καθυστερήσεις στη μετάδοση των πακέτων που έχουν απομείνει. Συγκεκριμένα, αν σε κάποιο polling group δεν εξαντληθεί ο χρόνος που διατίθεται για την εξυπηρέτηση των TSs, τότε αξιοποιείται ο υπολειπόμενος χρόνος μέχρι τη λήξη του BSI. Το υπολειπόμενο αυτό χρονικό αυτό διάστημα υπολογίζεται μέσω της εξίσωσης 4.6

$$T_r^{MSF} = BSI - \sum_{j=1}^m TXOP_j \quad \text{Εξ. 4.6}$$

Αν P_k είναι το polling group το οποίο εξυπηρετείται σε ένα BSI, τότε m είναι το πλήθος των TSs που περιέχει το P_k . Η τιμή κάθε $TXOP_j$ έχει υπολογιστεί μέσω της εξίσωσης 4.5. Στη διάρκεια του διαστήματος T_r^{MSF} που απομένει δίνεται σε TSs που δεν ανήκουν στο P_k , το δικαίωμα μετάδοσης. Το χαρακτηριστικό αυτών των TSs είναι πως στην τελευταία εξυπηρέτησή τους δεν κατάφεραν να μεταδώσουν όλα τα πακέτα που υπήρχαν στην ουρά τους. Έτσι, ο αλγόριθμος MSF στα συγκεκριμένα TSs παραχωρεί το δικαίωμα έκτακτης

μετάδοσης σε χρονική στιγμή μικρότερη από αυτή που ορίζει το SI που τους έχει ανατεθεί. Ο χρόνος που παραχωρείται για την επίτευξη της εξυπηρέτησής τους εξαρτάται από τη διάρκεια του T_r^{MSF} στο συγκεκριμένο P_k στο οποίο θα πραγματοποιηθεί η έκτακτη εξυπηρέτηση. Για να γίνει ο διαμορισμός του T_r^{MSF} στα TS s που δεν ανήκουν στο P_k ακολουθείται η διαδικασία που έχει ήδη αναφερθεί. Επομένως, στα συγκεκριμένα TS s γίνεται εκτίμηση του μήκους της ουράς τους και υπολογίζεται το πλήθος των επιπρόσθετων πακέτων που πρέπει να μεταδώσουν. Στη συνέχεια, το χρονικό διάστημα T_r^{MSF} διαμοιράζεται στα TS s ανάλογα με τις απαιτήσεις τους. Όταν ολοκληρώνεται η έκτακτη μετάδοση ενός TS_i γίνεται και πάλι εκτίμηση του μήκους της ουράς του. Αυτό συμβαίνει γιατί εφόσον το TS_i θα έχει αποστείλει ένα ή περισσότερα πακέτα το μήκος της ουράς του θα έχει μεταβληθεί. Έτσι, απαιτείται ο υπολογισμός του πλήθους των πακέτων που έχουν μείνει στην ουρά του TS_i μετά την εξυπηρέτησή του. Σύμφωνα με αυτό το πλήθος υπολογίζεται ο επιπρόσθετος χρόνος που θα χρειαστεί στην επόμενη εξυπηρέτησή του. Το σχήμα 4.2 δίνει ένα παράδειγμα της λειτουργίας του αλγόριθμου MSF.



Σχήμα 4.2: (a) Εξυπηρέτηση κάθε TS_i σύμφωνα με το SI_i που του έχει ανατεθεί. (b) Έκτακτη εξυπηρέτηση κάθε TS_D σύμφωνα με τον αλγόριθμο MSF

Από σχήμα 4.2 (a) παρατηρούμε τη σειρά με την οποία εξυπηρετούνται τα TS s χωρίς κάποια έκτακτη εξυπηρέτηση. Κάθε TS_i εξυπηρετείται στο χρονικό διάστημα SI_i που του έχει ανατεθεί. Στο σχήμα 4.2 (b), αξιοποιείται το διάστημα T_r^{MSF} και πραγματοποιείται μια έκτακτη εξυπηρέτηση του TS_D . Το συγκεκριμένο TS ανήκει στο πρώτο polling group (P_1) το οποίο περιέχει τα TS_A , TS_B και TS_D . Αν δεν υπάρξει επιπλέον εξυπηρέτηση από τον αλγόριθμο MSF, το TS_D αποκτά το δικαίωμα μετάδοσης κάθε SI_D . Κάτι τέτοιο συνεπάγεται πως αν το TS_D έχει απομείνει με πακέτα στην ουρά του αυτά θα μεταδοθούν στην επόμενη εξυπηρέτησή του, δηλαδή μετά από διάστημα SI_D από την τελευταία του εξυπηρέτηση. Ο MSF όμως εκμεταλλεύεται το ελεύθερο χρονικό διάστημα T_r^{MSF} . Έτσι, αν μετά την

εξυπηρέτηση του TS_D έχουν απομείνει πακέτα στην ουρά του, ο MSF δίνει στο TS_D το δικαίωμα μετάδοσης στο αμέσως επόμενο polling group (P_2) στο οποίο δεν ανήκει κανονικά. Με αυτόν τον τρόπο επιτυγχάνεται μείωση της καθυστέρησης στη μετάδοση των πακέτων.

Συνοψίζοντας, στο πρώτο στάδιο της λειτουργίας του, ο αλγόριθμος MSF παραχωρεί το δικαίωμα μετάδοσης σε κάθε polling group, προσαρμόζοντας το χρονικό διάστημα των TSs σύμφωνα με τις ανάγκες τους. Στο δεύτερο στάδιο, ο MSF αξιοποιεί τον εναπομείναντα χρόνο σε κάθε BSI. Αυτόν τον χρόνο τον παραχωρεί στα TSs που δεν ανήκουν στο εξυπηρετούμενο polling group και στα οποία έχουν απομείνει πακέτα στην ουρά τους από την τελευταία εξυπηρέτησή τους. Παράλληλα, ο αλγόριθμος MSF αποδέχεται μεγαλύτερο αριθμό από TSs συγκριτικά με τους αλγόριθμους FHCF και Reference. Αυτό οφείλεται στο γεγονός ότι υιοθετεί την έννοια του polling group και αναθέτει διαφορετική SI τιμή που σε κάθε TS.

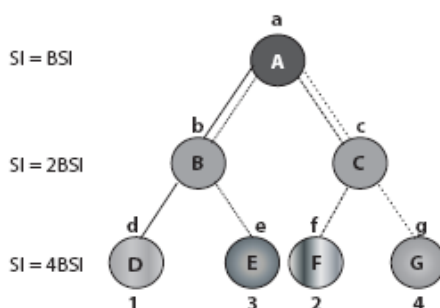
4.2. Ο αλγόριθμος MSF with Worst-Fit based admission (MSF-WF)

Η δημοτικότητα των δικτύων WLAN οδηγεί στη αναγκαιότητα σύνδεσης όσο το δυνατόν μεγαλύτερου πλήθους χρηστών που θα εξυπηρετούνται με εγγυημένη ποιότητα υπηρεσιών. Σε αυτό το συνδυασμό αποσκοπεί και ο δεύτερος αλγόριθμος που προτάθηκε στα πλαίσια αυτής της διατριβής. Ο συγκεκριμένος αλγόριθμος εισάγει ένα διαφορετικό τρόπο αποδοχής των TSs από ότι ο MSF, διατηρώντας παράλληλα τα πλεονεκτήματα του τελευταίου. Ο MSF αλγόριθμος βασίζεται στη λογική του ESAC προκειμένου να αποδεχτεί ένα ικανοποιητικό πλήθος από TS. Έτσι, χρησιμοποιεί πολλαπλά SIs σύμφωνα με τα οποία γίνεται η εισαγωγή των TSs σε ένα δέντρο. Όπως έχει αναφερθεί, η χρήση πολλαπλών SI αυξάνει τον πλήθος των αποδεκτών TSs. Σκοπός του αλγόριθμου που προτείνεται είναι η περαιτέρω αύξηση του πλήθους των TSs που γίνονται αποδεκτά, διατηρώντας τα πλεονεκτήματα του MSF όσον αφορά την εξυπηρέτηση των TSs. Προκειμένου να επιτευχθεί κάτι τέτοιο μοντελοποιούμε το ζήτημα της αποδοχής των TSs ως Bin-packing πρόβλημα [40].

Το Bin-packing είναι ένα NP-Complete πρόβλημα κατά το οποίο αντικείμενα διαφορετικού μεγέθους θα πρέπει να εισαχθούν σε έναν αριθμό από δοχεία (bins) συγκεκριμένης χωρητικότητας. Η εισαγωγή πρέπει να γίνει με τέτοιο τρόπο ώστε να ελαχιστοποιείται το

πλήθος των δοχείων που χρησιμοποιούνται. Για την επίλυση του Bin-packing έχουν υλοποιηθεί διάφοροι αλγόριθμοι δυο από τους οποίους είναι ο Best-Fit και ο Worst-Fit. Η βασική ιδέα του πρώτου αλγόριθμου είναι η εισαγωγή κάθε αντικειμένου στο δοχείο με το λιγότερο ελεύθερο χώρο. Αντίθετα, ο Worst-Fit εισάγει ένα αντικείμενο στο δοχείο με τον περισσότερο ελεύθερο χώρο. Αυτή η διαδικασία που ακολουθεί ο αλγόριθμος Worst-Fit παραπέμπει στον τρόπο λειτουργίας των αλγόριθμων ESAC και MSF. Το σύνολο των κόμβων που δημιουργούν ένα rolling group αντιστοιχίζεται σε ένα δοχείο. Η χωρητικότητα κάθε δοχείου ισούται με το BSI και τα TSs αντιπροσωπεύουν τα αντικείμενα με μέγεθος ίσο με το TXOP που τους ανατίθεται. Κατά την αποδοχή ενός TS, η εισαγωγή του γίνεται στο rolling group με τον περισσότερο ελεύθερο χώρο, δηλαδή με το μικρότερο TXOP άθροισμα. Ωστόσο, στην περίπτωσή μας υπάρχει εξάρτηση μεταξύ των rolling groups (δοχείων) καθώς η εισαγωγή ενός TS μπορεί να επηρεάσει περισσότερα από ένα rolling groups. Αυτό εξαρτάται από το επίπεδο του δέντρου στο οποίο ανήκει ο κόμβος που θα εισαχθεί το TS, δηλαδή από το SI του συγκεκριμένου TS.

Το σχήμα 4.3 δίνει ένα παράδειγμα ενός δέντρου που έχει σχηματιστεί με τον MSF αλγόριθμο. Τα μικρά γράμματα αντιπροσωπεύουν τους κόμβους του δέντρου ενώ τα κεφαλαία τα TSs που έχουν γίνει αποδεκτά. Τα νούμερα αντιπροσωπεύουν τη σειρά εξυπηρέτησης των rolling groups. Ένα rolling group αποτελείται από τους κόμβους που συνθέτουν το μονοπάτι από τη ρίζα του δέντρου μέχρι κάποιο κόμβο φύλλο.



Σχήμα 4.3: Δέντρο που έχει δημιουργηθεί με τον αλγόριθμο MSF

Στο παραπάνω δέντρο μπορούμε να δούμε την εξάρτηση που υπάρχει μεταξύ των rolling groups. Έστω ότι ένα νέο TS, το TS_H , επιθυμεί να γίνει αποδεκτό και να εισαχθεί στο δέντρο. Η εισαγωγή του TS_H σε κάποιο επίπεδο του δέντρου εξαρτάται από την SI_H τιμή. Αν η

εισαγωγή πραγματοποιηθεί στη ρίζα του δέντρου τότε θα επηρεαστούν όλα τα polling groups. Στην περίπτωση που η εισαγωγή γίνει σε οποιοδήποτε άλλο επίπεδο του δέντρου ελέγχεται το άθροισμα των TXOP κάθε polling group ξεχωριστά. Τελικά, το TS_H θα εισαχθεί στο polling group με το μικρότερο άθροισμα TXOP. Έτσι, στο σχήμα 4.3 αν το TS_H εισαχθεί στον κόμβο b αυτό σημαίνει ότι το πρώτο ή το τρίτο polling group έχει το ελάχιστο άθροισμα TXOP. Η εισαγωγή όμως του TS_H θα επηρεάσει το άθροισμα TXOP και των δυο polling group καθώς και το πρώτο και το τρίτο polling group περιλαμβάνουν τον κόμβο b. Έτσι, ενώ το ένα από τα δυο polling groups έχει το ελάχιστο άθροισμα TXOP, το άλλο polling group μπορεί να έχει ένα άθροισμα TXOP κοντά στο BSI. Εξαιτίας του polling group με το μεγαλύτερο άθροισμα TXOP η εισαγωγή του TS_H θα εμποδίσει την περαιτέρω αποδοχή των TSs στον κόμβο b και επομένως και στη ρίζα του δέντρου. Επομένως, το πρόβλημα με τη διαδικασία εισαγωγής που ακολουθεί ο αλγόριθμος MSF είναι ότι δε λαμβάνει υπόψη την εξάρτηση που υπάρχει μεταξύ των polling group που περιλαμβάνουν τον ίδιο κόμβο του δέντρου. Σκοπός του προτεινόμενου αλγόριθμου, που καλείται MSF with Worst-Fit based admission (MSF-WF), είναι η παροχή ενός εναλλακτικού τρόπου εισαγωγής των TSs στους κόμβους των ενδιάμεσων επιπέδων του δέντρου. Στόχος είναι η αύξηση του πλήθους των TS που γίνονται αποδεκτά. Ο νέος αλγόριθμος εισάγει ένα TS σε κάποιο κόμβο των ενδιάμεσων επιπέδων του δέντρου λαμβάνοντας υπόψη την εξάρτηση που υπάρχει μεταξύ των polling group. Στην ουσία αντιμετωπίζει τα polling groups που περιλαμβάνουν τον ίδιο κόμβο σαν ένα polling group, εφόσον υπάρχει εξάρτηση μεταξύ τους. Έτσι, η εισαγωγή ενός TS στα ενδιάμεσα επίπεδα του δέντρου δεν πραγματοποιείται ανάλογα με το άθροισμα TXOP κάθε polling group ξεχωριστά, αλλά σύμφωνα με το άθροισμα TXOP του συνόλου των polling groups που εξαρτώνται μεταξύ τους.

Πριν προχωρήσουμε στην ανάλυση της διαδικασίας που ακολουθεί ο αλγόριθμος MSF-WF θα δοθούν κάποιοι ορισμοί που θα φανούν χρήσιμοι:

- **BSI:** Η τιμή SI που αντιστοιχεί στα TSs τα οποία εισάγονται στη ρίζα του δέντρου
- **Polling group (P_i):** Το πλήθος των κόμβων που συνθέτουν το μονοπάτι από τη ρίζα του δέντρου μέχρι κάποιο κόμβο φύλλο. Κάθε P_i περιλαμβάνει έναν αριθμό από TSs
- **$TXOPSUM_i$:** Το συνολικό άθροισμα που προκύπτει προσθέτοντας το $TXOP_i$ κάθε TS_i που περιλαμβάνει ένα polling group P_i

- **Rem_TXOP_i**: Ο υπολειπόμενος προς διάθεση χρόνος από κάθε P_i μέχρι τη λήξη του BSI

Ο αλγόριθμος MSF-WF ξεκινάει με τον υπολογισμό του SI_i για κάθε TS_i που ζητά να εξυπηρετηθεί από το δίκτυο. Με αυτόν τον τρόπο διαπιστώνεται το επίπεδο του δέντρου στο οποίο θα εισαχθεί το TS_i . Ακολουθεί ο υπολογισμός του $TXOP_i$ που θα ανατεθεί στο TS_i . Η διαδικασία που πραγματοποιείται για την εύρεση των SI_i και $TXOP_i$ είναι ίδια με αυτή του αλγόριθμου MSF. Η διαφορά παρουσιάζεται στον τρόπο επιλογής του P_i στο οποίο θα πραγματοποιηθεί η εισαγωγή του TS_i .

input: insertion_level

output: polling group number

```

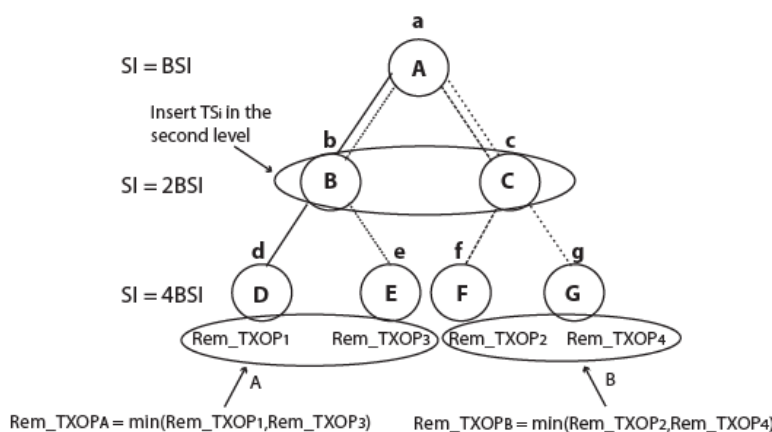
1. if (insertion_level != last_level)
2.     cnt = num_of_polling_groups / 2
3.     for i=1 to num_of_polling_groups
4.         Rem_TXOP[i] = BSI - TXOPSUM[i]
5.     for i=1 to cnt
6.         x = find_min (Rem_TXOP[i],Rem_TXOP[i+cnt])
7.         if (x >= temp)
8.             temp = x
9.             final_group = i
10. else
11.     final_group = find_min_group(TXOPSUM)
12. return final_group

```

Αλγόριθμος 1: Εύρεση του polling group στο οποίο θα εισαχθεί ένα TS με χρήση του αλγόριθμου MSF-WF

Ο αλγόριθμος MSF-WF λαμβάνει υπόψη του δυο περιπτώσεις. Η πρώτη περίπτωση σχετίζεται με την εισαγωγή του TS_i σε κάποιο από τα ενδιάμεσα επίπεδα του δέντρου. Η δεύτερη περίπτωση σχετίζεται με την εισαγωγή του TS_i στο τελευταίο επίπεδο του δέντρου, θεωρώντας ότι το πρώτο επίπεδο είναι η ρίζα του δέντρου. Ξεκινώντας από την πρώτη περίπτωση, ο αλγόριθμος βρίσκει το επίπεδο του δέντρου στο οποίο θα εισαχθεί το TS_i

σύμφωνα με το SI_i . Στη συνέχεια πρέπει να αποφασιστεί σε ποιο κόμβο του επιπέδου θα γίνει η εισαγωγή του TS_i . Για να ληφθεί μια τέτοια απόφαση σε πρώτο βήμα υπολογίζεται για κάθε polling group P_i , ο υπολειπόμενος προς διάθεση χρόνος (Rem_TXOP_i). Ακολουθεί ο υπολογισμός της ελάχιστης τιμής Rem_TXOP (σχήμα 4.4). Όπως έχει αναφερθεί, η εισαγωγή ενός TS σε κάποιον ενδιάμεσο κόμβο επηρεάζει το σύνολο των polling groups που περιλαμβάνει το συγκεκριμένο κόμβο και όχι ένα polling group μεμονωμένα. Επομένως, η εύρεση της μέγιστης τιμής Rem_TXOP επιτυγχάνεται συγκρίνοντας τις τιμές Rem_TXOP_i κάθε συνόλου polling group και όχι κάθε polling group χωριστά.



Σχήμα 4.4: Υπολογισμός Rem_TXOP_i κάθε P_i και υπολογισμός ελάχιστου Rem_TXOP ενός συνόλου polling group

Όπως φαίνεται και από το σχήμα 4.4, αρχικά γίνεται ο υπολογισμός της τιμής Rem_TXOP_i κάθε P_i . Στη συνέχεια υπολογίζεται η μικρότερη τιμή Rem_TXOP κάθε συνόλου polling group. Εφόσον το TS_i πρέπει να εισαχθεί στο δεύτερο επίπεδο, σύμφωνα με το SI_i , επηρεάζονται δυο σύνολα από polling groups, το A και το B. Το σύνολο A αποτελείται από τα polling group P_1 και P_3 τα οποία περιλαμβάνουν τον κόμβο b. Το δεύτερο σύνολο αποτελείται από τα P_2 και P_4 , που περιλαμβάνουν τον κόμβο c. Τελικά, η εισαγωγή του TS_i θα γίνει σε εκείνον τον κόμβο που ανήκει στο σύνολο των polling group με τη μεγαλύτερη τιμή Rem_TXOP (εξίσωση 4.7)

$$Rem_TXOP = \max(Rem_TXOP_A, Rem_TXOP_B) \quad \text{Εξ. 4.7}$$

Για να πραγματοποιηθεί αυτή η εισαγωγή θα πρέπει να γίνει ακόμη ένας τελευταίος έλεγχος. Η τιμή του $TXOP_i$ θα πρέπει να προστεθεί στο $TXOPSUM$ κάθε polling group που

επηρεάζεται από την εισαγωγή του TS_i . Το συνολικό άθροισμα που προκύπτει θα πρέπει να είναι για κάθε polling group μικρότερο από την τιμή του BSI. Σε αντίθετη περίπτωση, το SI_i του TS_i θα πρέπει να μειωθεί στη μισή τιμή (σχέση 4.8) και στη συνέχεια να επαναληφθεί η διαδικασία.

$$SI_i = SI_i/2 \quad \text{Εξ. 4.8}$$

Αν η τιμή του SI_i γίνει ίση με την τιμή BSI και το TS_i δεν μπορέσει να εισαχθεί στη ρίζα του δέντρου τότε απορρίπτεται.

Εκτός από την περίπτωση εισαγωγής του TS_i σε ενδιάμεσο επίπεδο του δέντρου υπάρχει και το ενδεχόμενο εισαγωγής του TS_i στο πρώτο και τελευταίο επίπεδο του δέντρου. Στο πρώτο επίπεδο που είναι η ρίζα του δέντρου θα πρέπει να ισχύει η εξίσωση 4.9 εφόσον η εισαγωγή στη ρίζα μεταβάλλει το TXOPSUM όλων των polling group που έχουν δημιουργηθεί

$$TXOP_i + TXOPSUM_j \leq BSI, \forall j \in num_of_polling_groups \quad \text{Εξ. 4.9}$$

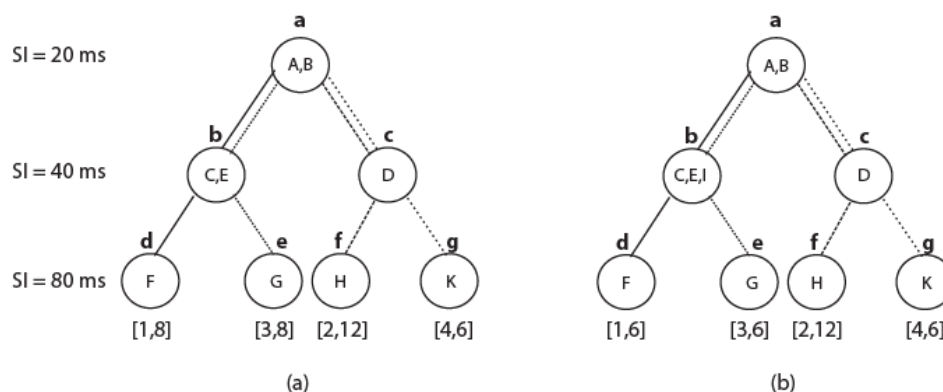
Αν η εισαγωγή του TS_i πρέπει να γίνει στο τελευταίο επίπεδο του δέντρου τότε επηρεάζεται μόνο ένα polling group. Αυτό το οποίο περιλαμβάνει τον κόμβο όπου θα εισαχθεί τελικά το TS_i . Πριν από την εισαγωγή του TS_i γίνεται έλεγχος για να βρεθεί το P_j με το ελάχιστο TXOPSUM. Επομένως, για την αποδοχή του TS_i ελέγχεται μόνο η εξίσωση 4.10

$$TXOP_i + TXOPSUM_j \leq BSI \quad \text{Εξ. 4.10}$$

Η βασική ιδέα στην οποία στηρίζεται ο αλγόριθμος MSF-WF είναι ο δίκαιος διαμοιρασμός των TSs στους κόμβους του δέντρου αποδοχής. Με αυτόν τον τρόπο επιτυγχάνεται μια ισορροπία στο δέντρο μεταξύ των εξαρτημένων polling groups όσον αφορά το άθροισμα των TXOP που έχουν ανατεθεί. Αντίθετα, η λογική που ακολουθεί ο αλγόριθμος Worst-fit οδηγεί σε ανισορροπία. Ο λόγος είναι ότι επιλέγει τον κόμβο στον οποίο θα γίνει εισαγωγή ενός TS_i ελέγχοντας το άθροισμα των TXOP κάθε polling group χωριστά. Με αυτόν τον τρόπο δεν λαμβάνει υπόψη την εξάρτηση που υπάρχει μεταξύ των polling group που περιλαμβάνουν τον ίδιο κόμβο. Έτσι, ο Worst-Fit δημιουργεί πρόβλημα περιορίζοντας την εισαγωγή των TSs με μικρότερα SIs, που πρέπει να εισαχθούν σε υψηλότερα επίπεδα του δέντρου. Από την άλλη

μεριά, ο αλγόριθμος MSF-WF προκειμένου να εισάγει ένα TS_i σε κάποιο κόμβο, στα ενδιάμεσα επίπεδα του δέντρου, ακολουθεί διαφορετική τακτική. Σύμφωνα με αυτή, δεν αντιμετωπίζει κάθε rolling group που περιλαμβάνει τον συγκεκριμένο κόμβο ξεχωριστά αλλά σαν σύνολο. Ο λόγος είναι ότι η εισαγωγή ενός TS_i σε κάποιο ενδιάμεσο επίπεδο του δέντρου επηρεάζει περισσότερα από ένα rolling group. Αυτή η τακτική έχει ως αποτέλεσμα την αποδοχή μεγαλύτερου αριθμού από TSs συγκριτικά με τον αλγόριθμο Worst-Fit. Στην περίπτωση που χρησιμοποιούνταν ο Best-fit αλγόριθμος, η παραπάνω διαδικασία δε θα λειτουργούσε καθόλου αποδοτικά. Ο Best-fit θα επέλεγε το rolling group με το λιγότερο διαθέσιμο χρονικό διάστημα. Κάτι τέτοιο συνεπάγεται πως τα TSs αρχικά θα εισάγονταν στο πρώτο rolling group μέχρι την εξάντληση του διαθέσιμου χρόνου που αυτό μπορεί να παρέχει. Το πρόβλημα σε αυτή τη διαδικασία είναι ότι στη συνέχεια η εισαγωγή των TS σε υψηλότερα επίπεδα θα ήταν αδύνατη καθώς θα παραβιάζονταν η εξίσωση 4.10 λόγω του πρώτου rolling group.

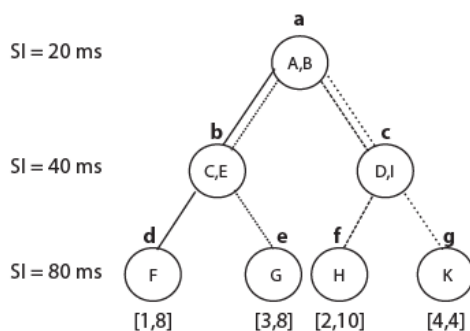
Το παράδειγμα που παραθέτεται στη συνέχεια παρουσιάζει τον τρόπο λειτουργίας του αλγόριθμου MSF-WF. Έστω ότι το TS_l με $SI_l = 40\text{ ms}$ και $TXOP_l = 2\text{ ms}$, στέλνει στον QAP ένα αίτημα για αποδοχή. Η εισαγωγή του TS_l θα πραγματοποιηθεί στο δέντρο του σχήματος 4.5 (a). Θεωρώντας το BSI ίσο με 20 ms , το TS_l θα πρέπει να εισαχθεί στο δεύτερο επίπεδο του δέντρου.



Σχήμα 4.5: (a) Δέντρο πριν την εισαγωγή του TS_l , (b) Δέντρο μετά την εισαγωγή του TS_l με τον αλγόριθμο MSF_WF

Τα νούμερα που βρίσκονται σε αγκύλες υποδηλώνουν το rolling group και την τιμή του υπολειπόμενου χρόνου που διαθέτει ($[j, Rem_TXOP_j]$). Η εισαγωγή του TS_l μπορεί να

πραγματοποιηθεί είτε στον κόμβο b είτε στον c . Σε κάθε περίπτωση επηρεάζεται η τιμή $TXOP_{SUM}$ δυο polling groups καθώς δυο είναι τα polling group που περιλαμβάνουν καθένα από τους κόμβους b και c . Γνωρίζοντας τη τιμή Rem_TXOP_j , κάθε polling group, υπολογίζουμε την ελάχιστη τιμή Rem_TXOP κάθε συνόλου από polling groups. Στο συγκεκριμένο παράδειγμα έχουμε δυο τέτοια σύνολα. Το πρώτο σύνολο, έστω A , περιλαμβάνει το πρώτο και το τρίτο polling group. Το δεύτερο σύνολο, έστω B , αποτελείται από το δεύτερο και το τέταρτο polling group. Έτσι, η τιμή του Rem_TXOP_A είναι το 8 ενώ η αντίστοιχη τιμή Rem_TXOP_B είναι το 6. Σύμφωνα με τον αλγόριθμο MSF-WF επιλέγεται η μεγαλύτερη τιμή Rem_TXOP . Επομένως, η εισαγωγή του TS_i πραγματοποιείται στον κόμβο b (σχήμα 4.4 (b)) και τα polling groups που επηρεάζονται είναι το πρώτο και το τρίτο. Με αυτή τη διαδικασία παρατηρούμε πως προκύπτει μια ισορροπία μεταξύ των $TXOP_{SUM}$ τιμών των polling group. Στην περίπτωση εφαρμογής του Worst-fit αλγόριθμου, η εισαγωγή του TS_i θα γίνονταν στο polling group με το μικρότερο άθροισμα $TXOP$, δηλαδή στο polling group με τη μεγαλύτερη τιμή Rem_TXOP . Επομένως, η εισαγωγή του TS_i θα γινόταν στο κόμβο c . Η εισαγωγή αυτή θα έδινε το δέντρο του σχήματος 4.6



Σχήμα 4.6: Αποτέλεσμα εισαγωγής του TS_i με τη λογική του αλγόριθμου Worst Fit

Παρατηρούμε πως παράλληλα με τη μείωση της τιμής Rem_TXOP_2 μειώθηκε και η αντίστοιχη τιμή Rem_TXOP_4 . Αυτή τη σημαντική αλλαγή ο Worst-fit δεν την προέβλεψε καθώς δεν έλαβε υπόψη του την εξάρτηση των δυο polling group. Με αυτή τη διαδικασία περιορίζεται η δυνατότητα αποδοχής νέων TS με τιμή SI ίδια ή μικρότερη με αυτή του TS_i . Έτσι, αν στη συνέχεια ένα νέο TS με $TXOP$ ίσο με $5ms$ θελήσεις να εισαχθεί στη ρίζα του δέντρου, τότε αυτή η εισαγωγή θα είναι αδύνατη σύμφωνα με το δέντρο του σχήματος 4.6. Ο λόγος έγκειται στο γεγονός ότι παρουσιάζεται μια ανισορροπία μεταξύ των τιμών

TXOPSUM κάθε polling group. Αποτέλεσμα του τρόπου λειτουργίας του αλγόριθμου MSF-WF είναι η αποδοχή μεγαλύτερου πλήθους από TSs συγκριτικά με το πλήθος που αποδέχεται ο αλγόριθμος MSF, που ακολουθεί τη λογική του Worst-Fit. Παράλληλα, ο MSF-WF διατηρεί τα πλεονεκτήματα του MSF όσον αφορά την εξυπηρέτηση των TSs που έχουν γίνει αποδεκτά. Επομένως, αναπροσαρμόζει τη διάρκεια του TXOP κάθε TS ανάλογα με τις απαιτήσεις του TS. Επιπλέον, πραγματοποιεί έκτακτη εξυπηρέτηση σε TSs τα οποία δεν έχουν καταφέρει να μεταδώσουν όλα τα πακέτα τους κατά την τελευταία εξυπηρέτησή τους.

ΚΕΦΑΛΑΙΟ 5. ΑΞΙΟΛΟΓΗΣΗ ΑΛΓΟΡΙΘΜΩΝ ΠΟΙΟΤΗΤΑΣ ΥΠΗΡΕΣΙΩΝ

5.1 Περιβάλλον προσομοίωσης

5.2 Πειραματικά αποτελέσματα

Αντικείμενο του συγκεκριμένου κεφαλαίου είναι η σύγκριση των αλγόριθμων που υλοποιήθηκαν. Στα πλαίσια της διατριβής πραγματοποιήθηκαν προσομοιώσεις με σκοπό την παρουσίαση της απόδοσης κάθε αλγορίθμου κάτω από διαφορετικές συνθήκες φόρτου στο δίκτυο. Τα πειραματικά αποτελέσματα που προέκυψαν αναλύονται στις ενότητες που ακολουθούν. Προηγείται η παρουσίαση του περιβάλλοντος προσομοίωσης και του δικτυακού μοντέλου που χρησιμοποιήθηκε.

5.1. Περιβάλλον Προσομοίωσης

Για την υλοποίηση των αλγόριθμων και την πραγματοποίηση των πειραμάτων χρησιμοποιήθηκε ο προσομοιωτής ns-2 version 2.29 [11]. Ο ns-2 είναι ένας προσομοιωτής δικτύου στον οποίο υλοποιούνται δικτυακά πρωτόκολλα όλων των επιπέδων κατά OSI. Γενικότερα, ο ns-2 είναι υλοποιημένος με τέτοιο τρόπο ώστε να επιτυγχάνεται η έρευνα και μελέτη αλγορίθμων υπό διαφορετικές συνθήκες. Στη μελέτη που πραγματοποιήθηκε, προκειμένου να χρησιμοποιηθεί στον ns-2 το πρότυπο IEEE 802.11e ενσωματώθηκε στον προσομοιωτή ο HCCA μηχανισμός. Η ενσωμάτωση έγινε με τη χρήση του πακέτου του Cicconetti το οποίο είναι διαθέσιμο στο [31]. Στο συγκεκριμένο πακέτο υπάρχει

υλοποιημένος ο αλγόριθμος Reference. Στα πλαίσια της διατριβής υλοποιήθηκαν οι αλγόριθμοι FHCF, ESAC καθώς και οι προτεινόμενοι αλγόριθμοι MSF και MSF-WF και ενσωματώθηκαν στο πακέτο που προαναφέρθηκε.

Το δικτυακό μοντέλο που χρησιμοποιήθηκε για την περάτωση των πειραμάτων είναι ένας σταθμός βάσης που υποστηρίζει ποιότητα υπηρεσιών (QAP) και ένα πλήθος από QSTAs. Οι QSTAs δεν παρουσιάζουν κινητικότητα και βρίσκονται στην εμβέλεια του QAP σε καθορισμένη ακτίνα R ίση με 10 μέτρα. Οι παράμετροι του φυσικού επιπέδου που χρησιμοποιήθηκαν καθορίζονται από την τεχνική μετάδοσης High Rate Direct Sequence Spread Spectrum (HR-DSSS) [37] που χρησιμοποιείται από το πρότυπο IEEE 802.11b. Η τεχνική αυτή υποστηρίζει μετάδοση δεδομένων με ταχύτητα ως 11 Mbps. Στον Πίνακα 5.1 δίνονται οι βασικές παράμετροι της προσομοίωσης

Πίνακας 5.1: Παράμετροι της προσομοίωσης

Παράμετροι	Τιμή
SlotTime	20 μ s
SIFS	10 μ s
PIFS	30 μ s
MAC Header Length	60 Bytes
Data Rate	11 Mbps
Basic Rate	1 Mbps
Simulation time	900 s

Στα πειράματα που πραγματοποιήθηκαν κάθε QSTA δημιουργεί ένα TS προς τον QAP για την επίτευξη της μεταξύ τους επικοινωνίας. Κάθε τέτοιο TS χρησιμοποιεί μια ουρά στην οποία μπορεί να εισαχθεί άπειρο πλήθος πακέτων. Η επικοινωνία μεταξύ κάθε TS με τον QAP είναι μόνο uplink. Επομένως, η μετάδοση των πακέτων πραγματοποιείται από κάθε TS προς τον QAP και όχι αντίστροφα. Στην ουσία ο QAP είναι υπεύθυνος για την αποδοχή των TSs, την αποστολή CF-Poll πλαισίων για την παραχώρηση δικαιώματος μετάδοσης σε κάποιο TS και για την αποστολή πλαισίων επιβεβαίωσης όταν λαμβάνει κάποιο πακέτο από ένα TS. Κάθε TS αντιπροσωπεύει μια εφαρμογή, τα χαρακτηριστικά της οποίας καθορίζουν τον ρυθμό μετάδοσης των πακέτων.

Στα πειράματα που προσομοιώθηκαν χρησιμοποιήθηκαν τέσσερις εφαρμογές. Δυο Voice και δυο Video, από τις οποίες κάθε μια έχει τα δικά της χαρακτηριστικά. Οι Voice εφαρμογές δημιουργούν πακέτα σταθερού μεγέθους με σταθερό ρυθμό. Η κατάσταση είναι διαφορετική για τις Video εφαρμογές. Σε αυτή την περίπτωση η δημιουργία και το μέγεθος των δεδομένων καθορίζεται από δυο διαφορετικά Video αρχεία (LectureHQ-Reisslein, The Firm h.261) [30] που χρησιμοποιούνται συχνά στην έρευνα για τη μετάδοση video σε δίκτυα.

Στα πλαίσια της διπλωματικής πραγματοποιήθηκαν τρία διαφορετικά πειράματα. Τα δυο πρώτα χρησιμοποιούνται για την αξιολόγηση των αλγόριθμων όταν κάποιες εφαρμογές δημιουργούν δεδομένα με μεταβαλλόμενο ρυθμό. Στον πίνακα που ακολουθεί δίνονται τα χαρακτηριστικά των εφαρμογών για το πρώτο σενάριο. Τα TSs που δημιουργούνται αντιστοιχούν σε μια από τις παρακάτω εφαρμογές με πιθανότητα 25%.

Πίνακας 5.2: Χαρακτηριστικά των εφαρμογών για το πρώτο πείραμα

Τύπος	Voice 1	Video 1	Voice 2	Video 2
Χρονικό διάστημα άφιξης πακέτου (Frame Interval)	10 ms	33 ms	20 ms	40 ms
Μέσο μέγεθος πακέτου (Nominal MSDU)	30 bytes	697 bytes	160 bytes	1320 bytes
Μέγιστο μέγεθος πακέτου (Maximum MSDU)	30 bytes	2304 bytes	160 bytes	2304 bytes
Μέσος ρυθμός μετάδοσης πακέτου (Mean Data Rate)	24 Kbps	167 Kbps	64 Kbps	264 Kbps
Μέγιστο διάστημα εξυπηρέτησης (MSI)	10 ms	33 ms	20 ms	40 ms

Στο συγκεκριμένο σενάριο το BSI είναι 10 *ms* ενώ το μέγιστο SI είναι 40 *ms*. Έτσι, για τους αλγόριθμους ESAC και MSF το δέντρο το οποίο δημιουργείται για την αποδοχή των TSs είναι τριών επιπέδων. Ο πίνακας 5.3 που δίνεται στη συνέχεια, αποτελεί τον πίνακα με τα SIs σύμφωνα με τον οποίο γίνεται ανάθεση των SIs στα TSs στην περίπτωση των αλγόριθμων ESAC και MSF. Σύμφωνα με τα χαρακτηριστικά των εφαρμογών μόνο το SI της εφαρμογής Video 1 χρειάζεται προσαρμογή καθώς δεν αποτελεί πολλαπλάσιο του BSI. Έτσι, η τιμή SI που θα ανατεθεί στα TSs τα οποία αντιπροσωπεύουν την εφαρμογή Video 1 πρέπει να είναι η

μικρότερη τιμή που βρίσκεται πιο κοντά στο MSI της εφαρμογής. Επομένως, η τιμή SI που ανατίθεται στα συγκεκριμένα TSs είναι 20 ms.

Πίνακας 5.3: Τιμές SI που ανατίθενται στα TSs του πρώτου πειράματος

Επίπεδο δέντρου	SI τιμή
1	10 ms
2	20 ms
3	40 ms

Το μέσο και το μέγιστο μέγεθος πακέτου, στην περίπτωση των εφαρμογών Voice 1 και Voice 2, είναι ίδια εφόσον πρόκειται για CBR εφαρμογές. Κάτι τέτοιο δεν ισχύει για τις Video εφαρμογές. Το μέγιστο μέγεθος πακέτου που δίνεται στον πίνακα 5.2 για τις Video εφαρμογές, είναι το μέγιστο μέγεθος που μπορεί να μεταδώσει το δίκτυο. Έτσι, όταν η εφαρμογή Video 1 δημιουργήσει πακέτο μεγαλύτερου μεγέθους τότε αυτό θα υποστεί τη διαδικασία του κατακερματισμού (fragmentation). Στο δεύτερο πείραμα το BSI που χρησιμοποιείται είναι 20 ms ενώ το μέγιστο SI είναι 40 ms. Έτσι, για τους αλγορίθμους ESAC και MSF το δέντρο αποδοχής που δημιουργείται είναι δυο επιπέδων.

Πίνακας 5.4: Χαρακτηριστικά των εφαρμογών για το δεύτερο πείραμα

Τύπος	Voice 1	Video 1	Voice 2	Video 2
Χρονικό διάστημα άφιξης πακέτου (Frame Interval)	20 ms	33 ms	40 ms	40 ms
Μέσο μέγεθος πακέτου (Nominal MSDU)	160 bytes	697 bytes	160 bytes	1320 bytes
Μέγιστο μέγεθος πακέτου (Maximum MSDU)	160 bytes	2304 bytes	160 bytes	2304 bytes
Μέσος ρυθμός μετάδοσης πακέτου (Mean Data Rate)	64 Kbps	167 Kbps	32 Kbps	264 Kbps
Μέγιστο διάστημα εξυπηρέτησης (MSI)	20 ms	33 ms	40 ms	40 ms

Το τρίτο πείραμα πραγματοποιήθηκε προκειμένου να διαπιστωθεί η απόδοση του αλγόριθμου MSF-WF όσον αφορά το πλήθος των TSs που αποδέχεται για εξυπηρέτηση. Για το συγκεκριμένο πείραμα υλοποιήθηκαν τρία διαφορετικά σενάρια. Σε κάθε σενάριο δίνεται διαφορετικό ποσοστό δημιουργίας σε κάθε TS που αντιπροσωπεύει μια εφαρμογή.

Πίνακας 5.5: Ποσοστό δημιουργίας κάθε TS στο τρίτο πείραμα

	Ποσοστό δημιουργίας ενός TS συγκεκριμένου τύπου	Ποσοστό δημιουργίας ενός TS συγκεκριμένου τύπου	Ποσοστό δημιουργίας ενός TS συγκεκριμένου τύπου
Voice 1	25%	45%	5%
Video 1	25%	25%	25%
Voice 2	25%	25%	25%
Video 2	25%	5%	45%

Μια συνάρτηση παραγωγής τυχαίων αριθμών, από το 1 ως το 100, καθορίζει τη δημιουργία των TSs. Ανάλογα με την τιμή που επιστρέφει η συγκεκριμένη συνάρτηση δημιουργείται και το αντίστοιχο TS. Οι εφαρμογές Voice 1, Video 1, Voice 2 και Video 2 που δίνονται στον πίνακα 5.5 έχουν τα ίδια χαρακτηριστικά με αυτές του πρώτου πειράματος. Επομένως, τα TSs που αντιπροσωπεύουν την εφαρμογή Voice 1 εισάγονται στη ρίζα του δέντρου αποδοχής, εφόσον το SI τους ισούται με το BSI. Τα TSs των εφαρμογών Video 1 και Voice 2 εισάγονται στο δεύτερο επίπεδο του δέντρου αποδοχής, ενώ τέλος τα TSs που αντιπροσωπεύουν την εφαρμογή Video 2 εισάγονται στο τρίτο επίπεδο του δέντρου. Η επιλογή των ποσοστών δημιουργίας των τριών σεναρίων που δίνονται στον πίνακα 5.5 έγινε με σκοπό να διαπιστωθεί η συμπεριφορά του αλγόριθμου MSF-WF με τη δημιουργία διαφορετικών δέντρων αποδοχής. Έτσι, στην περίπτωση του πρώτου σεναρίου δίνεται ίδιο ποσοστό δημιουργίας σε κάθε TS ώστε να υπάρχει κάποιος διαμοιρασμός όσον αφορά την εισαγωγή των TSs στα επίπεδα του δέντρου. Στο δεύτερο σενάριο εξετάζεται η συμπεριφορά του αλγόριθμου MSF-WF όταν αυξάνεται το ποσοστό δημιουργίας των TSs που εισάγονται στη ρίζα του δέντρου. Μια τέτοια εισαγωγή συνεπάγεται ταυτόχρονη μεταβολή του αθροίσματος TXOP όλων των polling groups που έχουν δημιουργηθεί. Επομένως, στο δέντρο υπάρχει μια σχετική ισορροπία μεταξύ του TXOP αθροίσματος των polling group. Τέλος, στο τρίτο σενάριο αυξάνεται το πλήθος των TSs που εισάγεται στο τελευταίο επίπεδο του δέντρου

αποδοχής. Σε αυτή την περίπτωση το μεγαλύτερο πλήθος των TSs εισάγεται λαμβάνοντας υπόψη το ελάχιστο TXOP άθροισμα κάθε polling group ξεχωριστά.

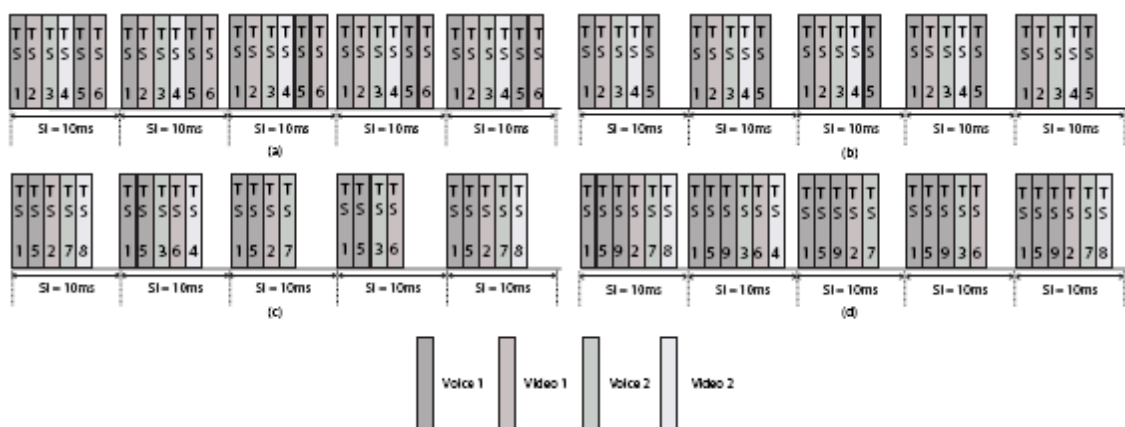
5.2. Πειραματικά αποτελέσματα

Στο συγκεκριμένο τμήμα του κεφαλαίου γίνεται αξιολόγηση των αλγόριθμων μέσω των πειραματικών αποτελεσμάτων που προέκυψαν. Στα πειράματα που διεξήχθησαν προστέθηκε ένας επιπλέον αλγόριθμος. Ο αλγόριθμος αυτός ονομάζεται MSF-lite και αποτελεί μια πιο απλή έκδοση του αλγόριθμου MSF. Συγκεκριμένα η λειτουργία του MSF-lite είναι ίδια με αυτή του MSF αν εξαιρεθεί η έκτακτη εξυπηρέτηση των TSs που πραγματοποιείται από τον MSF. Επομένως, ο MSF-lite χρησιμοποιεί ένα δέντρο αποδοχής για την εισαγωγή των TSs, τα οποία εξυπηρετεί μέσω των polling groups. Σε κάθε TS αναθέτει τόσο TXOP όσο χρειάζεται για την αποστολή N_i πακέτων μέσου μεγέθους. Στη συνέχεια εκτιμά το μήκος της ουράς κάθε TS_i και αναπροσαρμόζει το $TXOP_i$ ανάλογα με τις απαιτήσεις κάθε TS_i την επόμενη φορά που θα λάβει το δικαίωμα εκπομπής. Σε περίπτωση όμως που κάποιο TS δεν έχει μεταδώσει όλα τα πακέτα του στην τελευταία εξυπηρέτησή του, δεν πραγματοποιείται έκτακτη εξυπηρέτηση όπως στον MSF αλγόριθμο. Το TS περιμένει την επόμενη εξυπηρέτησή του για να μεταδώσει τα επιπρόσθετα πακέτα του. Σκοπός της χρήσης του αλγόριθμου MSF-lite είναι η σύγκριση με τον αλγόριθμο MSF. Μέσω αυτή της σύγκρισης θα διαπιστωθεί η διαφορά που επιφέρει στην απόδοση του MSF αλγόριθμου η διαδικασία της έκτακτης εξυπηρέτησης που χρησιμοποιεί, ειδικά στην περίπτωση μεγάλου φόρτου στο δίκτυο.

5.2.1. Ανάλυση πρώτου σεναρίου

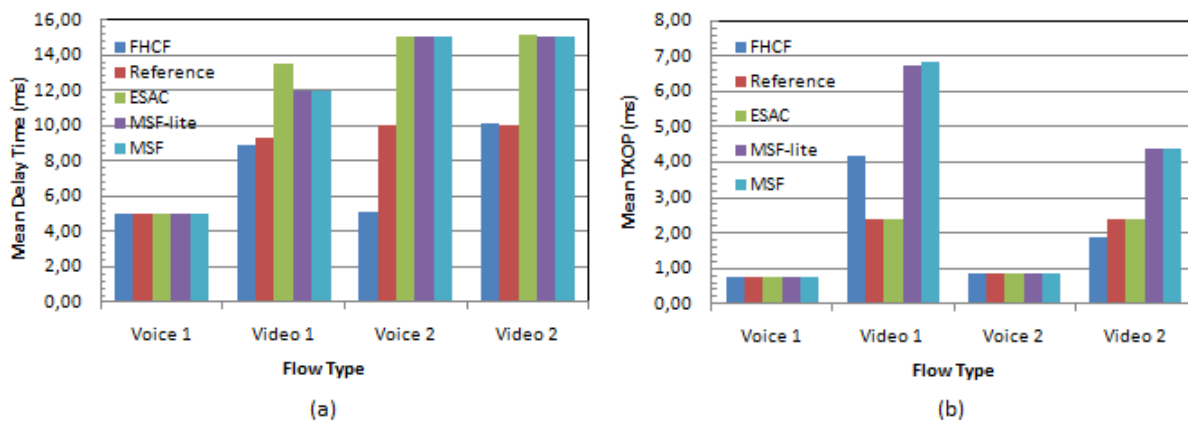
Όπως έχουμε αναφέρει στα προηγούμενα κεφάλαια το αρχικό βήμα όλων των αλγόριθμων είναι ο υπολογισμός του SI και των TXOP που ανατίθεται στα TSs. Οι τιμές που προκύπτουν ποικίλουν καθώς δεν ακολουθείται από κάθε αλγόριθμο ο ίδιος τρόπος υπολογισμού αυτών των τιμών. Οι διαφορετικές τιμές που προκύπτουν οδηγούν σε διαφορετικό πλήθος αποδεκτών TS για κάθε αλγόριθμο. Ξεκινώντας από τους αλγόριθμους FHCF και Reference, αυτοί αναθέτουν την ίδια τιμή SI σε όλα τα TSs και διαφορετική τιμή TXOP. Κατά την

αποδοχή ενός TS ο Reference υπολογίζει τόσο TXOP ώστε να μπορέσει να στείλει ένα πακέτο μέγιστου μεγέθους. Αντίθετα, ο FHCF αλγόριθμος σε ένα TS αναθέτει το TXOP που απαιτείται για την αποστολή N_i πλήθους πακέτων μέσου μεγέθους. Δε λαμβάνει υπόψη του το μέγιστο μέγεθος πακέτου καθώς αν χρειαστεί αναπροσαρμόζει το TXOP σύμφωνα με τις ανάγκες του TS. Αυτή η λογική έχει ως αποτέλεσμα σε κάποιες περιπτώσεις ο FHCF να παρέχει λιγότερο TXOP σε ορισμένα TS συγκριτικά με τον Reference κάτι που οδηγεί σε αποδοχή λίγο μεγαλύτερου πλήθους TS. Αυτός είναι και ο λόγος για τον οποίο στο συγκεκριμένο πείραμα ο αλγόριθμος Reference εξυπηρετεί 5 TSs ενώ ο FHCF 6. Από την άλλη μεριά, ο αλγόριθμος ESAC αναθέτει διαφορετική SI τιμή σε κάθε TS_i , η οποία είναι κοντά στο MSI_i . Λόγω των διαφορετικών SI και της χρήσης των polling group ο ESAC αποδέχεται 8 TSs, δηλαδή περισσότερα από τους αλγόριθμους FHCF και Reference. Από την άλλη μεριά, οι αλγόριθμοι MSF και MSF-lite αποδέχονται 9 TSs. Αυτή η διαφορά μεταξύ των αλγόριθμων ESAC και των MSF και MSF-lite οφείλεται στο γεγονός ότι ο ESAC για τον υπολογισμό του TXOP βασίζεται στη λογική του αλγόριθμου Reference ενώ οι άλλοι δυο βασίζονται στη λογική του FHCF. Έτσι, υπάρχουν TSs στα οποία ο ESAC αναθέτει περισσότερο TXOP από ότι οι MSF και MSF-lite. Η σειρά εξυπηρέτησης των TSs για κάθε αλγόριθμο στο πρώτο πείραμα γίνεται σύμφωνα με το παρακάτω σχήμα.



Σχήμα 5.1: Σειρά εξυπηρέτησης των TSs με χρήση των αλγορίθμων (a) FHCF, (b) Reference, (c) ESAC, (d) MFS-lite και MSF

Κατά την ανάλυση του πρώτου πειράματος θα συγκρίνουμε τους αλγόριθμους όταν εξυπηρετούν 4 και 8 TSs αντίστοιχα. Ξεκινώντας, θα συγκρίνουμε την απόδοση των αλγορίθμων κατά την εξυπηρέτηση των πρώτων τεσσάρων TSs. Καθένα από αυτά τα TSs αντιπροσωπεύει μια διαφορετική εφαρμογή.

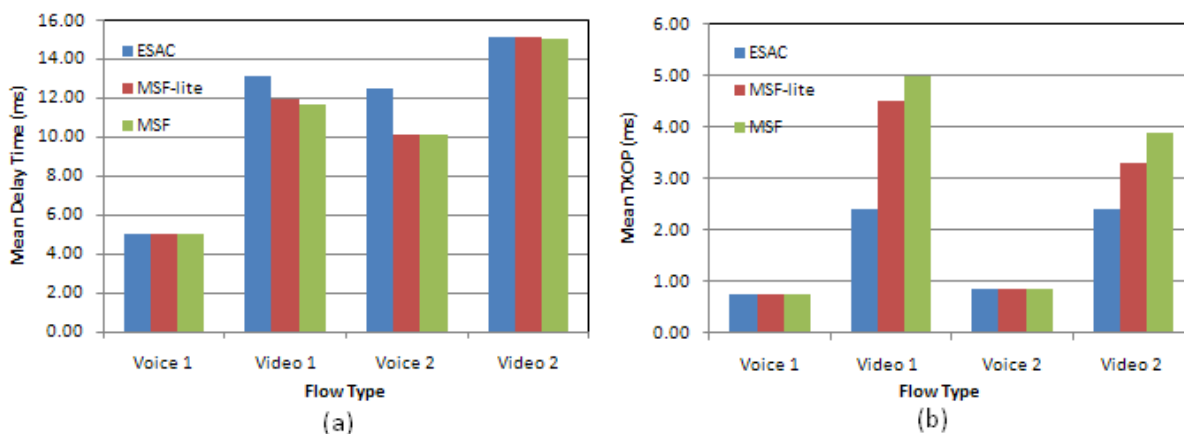


Σχήμα 5.2: Εξυπηρέτηση 4 TSs από κάθε τερματικό. (a) Μέση καθυστέρηση μετάδοσης πακέτων και (b) μέση τιμή TXOP κάθε TS

Ξεκινώντας από το TS που αντιπροσωπεύει την εφαρμογή Voice 1 παρατηρούμε πως για όλους τους αλγόριθμους παρουσιάζει πολύ μικρή καθυστέρηση. Κάτι τέτοιο είναι λογικό καθώς πρόκειται για CBR εφαρμογή που δημιουργεί πακέτα με σταθερό ρυθμό, των οποίων το μέγεθος δε μεταβάλλεται. Έτσι, κατά την αποδοχή του TS ανατέθηκε από τον QAP η απαιτούμενη τιμή TXOP για την εξυπηρέτηση του TS. Η κατάσταση είναι διαφορετική για το TS της εφαρμογής Video 1. Η συγκεκριμένη εφαρμογή δημιουργεί δεδομένα κάθε 33 ms ενώ εξυπηρετείται κάθε 10 ms από τους αλγόριθμους FHCF και Reference και κάθε 20 ms από τους υπόλοιπους. Αυτό έχει ως αποτέλεσμα το συγκεκριμένο TS να εξυπηρετείται σε διαφορετικό χρονικό διάστημα από αυτό που λαμβάνει δεδομένα. Επομένως, το TXOP που έχει ανατεθεί στο TS κατά την αποδοχή του απαιτεί αναπροσαρμογή ώστε να μπορέσει να ανταποκριθεί στις πραγματικές απαιτήσεις της συγκεκριμένης εφαρμογής. Η προσαρμογή αυτή μπορεί να πραγματοποιηθεί μόνο από τους αλγόριθμους FHCF, MSF-lite και MSF. Έτσι, η τιμή TXOP που τελικά χρησιμοποιούν οι συγκεκριμένοι αλγόριθμοι είναι κάποιες φορές μεγαλύτερη από αυτή των υπόλοιπων αλγορίθμων. Αυτός είναι και ο λόγος που παρατηρείται μικρότερη καθυστέρηση στον FHCF συγκριτικά με τον Reference, καθώς και στους MSF-lite και MSF συγκριτικά με τον ESAC. Επιπλέον, στην περίπτωση του MSF, αν κάποια πακέτα έχουν παραμείνει στην ουρά του δεύτερου TS μετά την εξυπηρέτησή του, μπορούν να μεταδοθούν μέσω των υπόλοιπων polling groups. Έτσι, ανατίθεται λίγο μεγαλύτερη TXOP τιμή στον MSF συγκριτικά με τον MSF-lite. Παράλληλα, παρατηρείται καθυστέρηση των αλγορίθμων ESAC, MSF-lite και MSF συγκριτικά με τους FHCF και Reference. Η καθυστέρηση αυτή δεν οφείλεται σε μη αποδοτική συμπεριφορά των αλγορίθμων ESAC, MSF-lite και MSF αλλά προκύπτει εξαιτίας της τακτικής που

ακολουθούν. Το SI_i που χρησιμοποιούν οι συγκεκριμένοι αλγόριθμοι για κάθε TS_i είναι κοντά στο MSI_i με αποτέλεσμα κάθε TS_i να εξυπηρετείται όταν πραγματικά το χρειάζεται η εφαρμογή. Στην περίπτωση των FHCF και Reference η εξυπηρέτηση πραγματοποιείται σε κάθε BSI ανεξάρτητα από το αν υπάρχουν πακέτα για μετάδοση, κάτι που μειώνει την απόδοση των συγκεκριμένων αλγόριθμων. Προχωρώντας στο τρίτο TS (Voice 2) βλέπουμε πως οι αλγόριθμοι ESAC, MSF-lite και MSF παρουσιάζουν την ίδια μέση καθυστέρηση καθώς πρόκειται για εφαρμογή CBR. Η προσαρμογή του TXOP που έχει πραγματοποιήσει ο αλγόριθμος FHCF στο δεύτερο TS επηρεάζει και το τέταρτο TS το οποίο αντιπροσωπεύει VBR εφαρμογή. Όπως έχουμε αναφέρει, η προσαρμογή του TXOP εξαρτάται από τα επιπρόσθετα πακέτα που έχει να μεταδώσει κάθε TS και από το χρονικό διάστημα που απομένει από την ολοκλήρωση της μετάδοσης του τελευταίου TS ως και τη λήξη του SI. Έτσι, ο FHCF παρέχοντας μεγαλύτερη TXOP τιμή στο δεύτερο TS που το έχει περισσότερο ανάγκη, μειώνει τον επιπρόσθετο χρόνο που μπορεί να αναθέσει στο τέταρτο TS προκαλώντας μια μικρή καθυστέρηση συγκριτικά με τον Reference. Από τη μεριά τους οι MSF-lite και MSF παρουσιάζουν την ίδια σχεδόν καθυστέρηση η οποία είναι λίγο πιο μικρή από αυτή του ESAC λόγω της προσαρμογής του TXOP. Το γεγονός ότι ο MSF δίνει το ίδιο TXOP με τον MSF-lite συνεπάγεται πως η αναπροσαρμογή που πραγματοποιείται στο TXOP είναι ικανοποιητική ώστε το τέταρτο TS να στείλει τα πακέτα του. Έτσι, δεν απαιτείται έκτακτη εξυπηρέτησή του από κάποιο άλλο polling group πέρα από αυτό στο οποίο ανήκει. Εφόσον συμβαίνει κάτι τέτοιο αξιοποιεί τον εναπομείναντα χρόνο στα polling groups για την εξυπηρέτηση του δεύτερου TS όπου αυτό κρίνεται αναγκαίο.

Στην περίπτωση που εξυπηρετούνται οχτώ TSs μπορεί να γίνει σύγκριση μόνο μεταξύ των αλγορίθμων ESAC, MSF-lite και MSF καθώς οι FHCF και Reference δεν αποδέχονται το συγκεκριμένο πλήθος. Από τη γραφική παράσταση 5.3, για 8 TSs, γίνεται πιο αισθητή η διαφορά μεταξύ των ESAC, MSF-lite και MSF. Το TXOP που χρησιμοποιεί ο ESAC για την εξυπηρέτηση των TSs είναι ίδιο με το TXOP που ανατέθηκε κατά την αποδοχή τους καθώς δεν αναπροσαρμόζεται. Οι αλγόριθμοι MSF-lite και MSF προσαρμόζουν την TXOP τιμή των TSs που αντιπροσωπεύουν εφαρμογές πραγματικού χρόνου, ώστε αυτή η τιμή να ανταποκρίνεται στην πραγματική κίνηση του δικτύου. Λόγω αυτής της προσαρμογής επιτυγχάνεται μείωση στη καθυστέρηση της μετάδοσης των πακέτων από τους MSF-lite και MSF συγκριτικά με τον ESAC, ειδικά στην εφαρμογή Video 1.

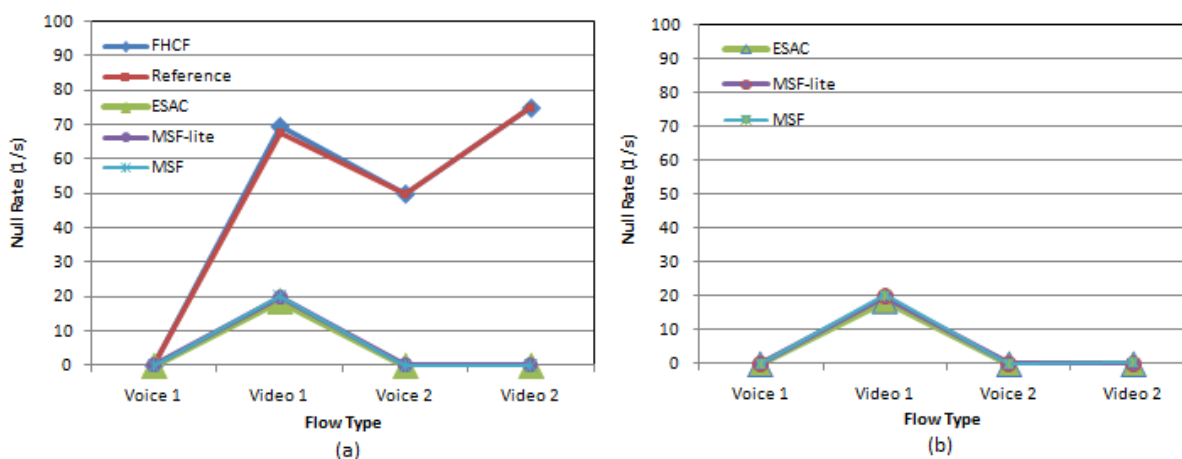


Σχήμα 5.3: Εξυπηρέτηση 8 TSs από κάθε τεμαχικό. (a) Μέση καθυστέρηση μετάδοσης πακέτων και (b) μέση τιμή TXOP κάθε TS

Έτσι παρουσιάζουν μεγαλύτερη πιθανότητα να απομείνουν πακέτα στην ουρά τους μετά την ολοκλήρωση της εξυπηρέτησής τους. Τα πακέτα αυτά θα πρέπει να μεταδοθούν με όσο το δυνατόν μικρότερη καθυστέρηση. Για το σκοπό αυτό οι MSF-lite και MSF προσαρμόζουν το TXOP που αναθέτουν στα TSs της εφαρμογής Video 1. Παράλληλα, ο MSF αξιοποιώντας τον εναπομείναντα χρόνο κάθε polling group, παραχωρεί το δικαίωμα έκτακτης εξυπηρέτησης των TSs πετυχαίνοντας μεγαλύτερη μείωση στη καθυστέρηση από τον MSF-lite. Στη συγκεκριμένη περίπτωση εξυπηρέτησης 8 TSs υπάρχει εξάρτηση μεταξύ του δεύτερου TS που αντιπροσωπεύει την εφαρμογή Video 1 και του έβδομου TS που αντιπροσωπεύει την εφαρμογή Voice 2, καθώς βρίσκονται στα ίδια polling groups. Η εξάρτησή τους παρουσιάζεται στο πρώτο και στο τρίτο polling group. Επομένως, όσο νωρίτερα εξυπηρετείται η εφαρμογή Video 1 τόσο πιο γρήγορα γίνεται και η εξυπηρέτηση της Voice 2 εφαρμογής. Ο MSF-lite παρουσιάζει κάποια καθυστέρηση στην περίπτωση της εφαρμογής Video 2 συγκριτικά και με τον ESAC και με τον MSF. Όπως φαίνεται στο σχήμα 5.3 (b), ο αλγόριθμος MSF-lite προσαρμόζοντας το TXOP στα TSs της Video 1 και Video 2 εφαρμογής αναθέτει περισσότερο TXOP στην εφαρμογή Video 1. Κάτι τέτοιο έχει ως αποτέλεσμα την ανάθεση μικρότερης τιμής TXOP στα TSs της Video 2 εφαρμογής. Προσπαθώντας όμως ο MSF-lite να εξυπηρετήσει όσο καλύτερα μπορεί τη Video 1 εφαρμογή παρουσιάζει κάποια καθυστέρηση στη Video 2 εφαρμογή. Αντίθετα, η λογική που ακολουθεί ο MSF αλγόριθμος για έκτακτη εξυπηρέτηση οδηγεί σε καλύτερη αξιοποίηση του δικτύου συγκριτικά με τους αλγόριθμους ESAC και MSF-lite. Η έκτακτη εξυπηρέτηση που

πραγματοποιεί μειώνει αισθητά την καθυστέρηση της Video 1 εφαρμογής και παράλληλα επιφέρει και κάποια μείωση στην καθυστέρηση της εφαρμογής Video 2.

Όπως έχουμε αναφέρει η χρονική στιγμή εξυπηρέτησης κάθε TS είναι σημαντικό να βρίσκεται κοντά στο χρονικό διάστημα που η εφαρμογή δημιουργεί πακέτα. Αυτή η λογική οδηγεί σε μικρές καθυστερήσεις στη μετάδοση των πακέτων και σε καλύτερη αξιοποίηση του δικτύου. Σε αντίθετη περίπτωση, υπάρχει το ενδεχόμενο επιλογής ενός TS το οποίο δεν έχει πακέτα στην ουρά του για μετάδοση. Τότε το TS ενημερώνει τον QAP με ένα πλαίσιο Null δηλώνοντας πως η ουρά του είναι άδεια. Τα Null πλαίσια παρουσιάζουν μειονεκτήματα καθώς ανατίθεται TXOP σε TSs που δε το χρειάζονται. Αυτό το TXOP θα μπορούσε να αξιοποιηθεί από άλλα TSs που πραγματικά το έχουν ανάγκη για να μεταδώσουν μεγαλύτερο πλήθος πακέτων. Παράλληλα δε γίνεται σωστή αξιοποίηση του καναλιού λόγω των πλαισίων σηματοδοσίας που παρουσιάζονται στο δίκτυο. Τα πλαίσια αυτά χρησιμοποιούν πόρους του δικτύου δίνοντας το δικαίωμα μετάδοσης σε TSs τα οποία τελικά δεν έχουν κανένα πακέτο για αποστολή.



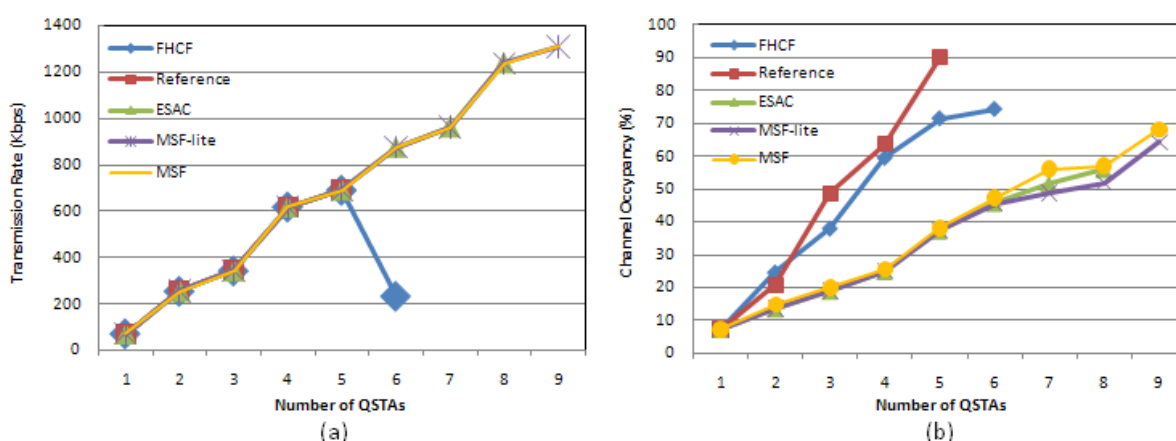
Σχήμα 5.4: Πλήθος αποσταλμένων Null πλαισίων από κάθε αλγόριθμο όταν εξυπηρετούνται (a) 4 TSs και (b) 8 TSs

Όπως παρατηρούμε στο σχήμα 5.4 (a) το μεγαλύτερο αριθμό Null πλαισίων εμφανίζουν οι αλγόριθμοι FHCF και Reference που εξυπηρετούν όλα τα TSs σύμφωνα με το ίδιο SI. Μόνο η εφαρμογή Voice 1 δημιουργεί πακέτα σε κάθε SI για αυτό και παρουσιάζει μηδενικό αριθμό Null πλαισίων. Το αντίθετο συμβαίνει για τα υπόλοιπα TSs που λαμβάνουν πακέτα κάθε 33, 20 και 40 ms ενώ αποκτούν το δικαίωμα μετάδοσης κάθε 10 ms. Χαρακτηριστικό

παράδειγμα αποτελεί το TS του Voice 2 το οποίο στις 100 μεταδόσεις που πραγματοποιεί στέλνει 50 Null πλαίσια εφόσον εξυπηρετείται στο μισό χρόνο από αυτόν που λαμβάνει τα δεδομένα. Οι αλγόριθμοι ESAC, MSF-lite και MSF διατηρούν τον αριθμό των Null πλαισίων σε χαμηλά επίπεδα καθώς η εξυπηρέτηση των TSs πραγματοποιείται σε χρονικό διάστημα κοντά σε αυτό που δημιουργεί πακέτα η εφαρμογή που αντιπροσωπεύουν. Η μόνη περίπτωση όπου παρουσιάζονται Null πλαίσια είναι στην εφαρμογή Video 1. Στη συγκεκριμένη περίπτωση υπάρχει το ενδεχόμενο επιλογής του TS της εφαρμογής Video 1 για μετάδοση, χωρίς αυτό να έχει πακέτα. Και σε αυτή την περίπτωση όμως ο αριθμός των Null πλαισίων είναι πολύ μικρότερος συγκριτικά με τους FHCF και Reference. Κάτι τέτοιο είναι λογικό εφόσον τα TSs που αντιπροσωπεύουν την εφαρμογή Video 1 εξυπηρετούνται κάθε 20 ms που είναι πιο κοντά MSI τους και επομένως δεν εξυπηρετούνται σε κάθε BSI.

Οι τελευταίες γραφικές παραστάσεις που δίνονται για το πρώτο πείραμα παρουσιάζουν τη συνολική απόδοση των αλγόριθμων. Δίνεται ο ρυθμός με τον οποίο μεταδίδονται τα πακέτα καθώς και το ποσοστό αξιοποίησης του καναλιού από κάθε αλγόριθμο. Στην περίπτωση του ρυθμού μετάδοσης των πακέτων παρατηρούμε πως ο FHCF παρουσιάζει μια πτώση όταν εισάγεται το τελευταίο TS που μπορεί να δεχτεί. Με την αποδοχή του τελευταίου TS, το χρονικό διάστημα που απομένει από το τέλος της εξυπηρέτησης των αποδεκτών TSs μέχρι την λήξη του BSI, δεν επαρκεί για κάποια ικανοποιητική προσαρμογή του TXOP των Video εφαρμογών. Ικανοποιητική προσαρμογή συνεπάγεται πως τα TSs θα αποκτήσουν τόσο TXOP ώστε να μπορέσουν να μεταδώσουν τα πακέτα τους. Επειδή αυτή τη αναπροσαρμογή δεν μπορεί να πραγματοποιηθεί στη συγκεκριμένη περίπτωση, η αποστολή ενός ή περισσότερων πακέτων των Video εφαρμογών αποτυγχάνει και στέλνονται μόνο τα πακέτα των Voice εφαρμογών. Το ποσοστό αξιοποίησης του δικτύου για τους αλγόριθμους FHCF και Reference είναι ιδιαίτερα υψηλό. Παρατηρείται ότι για πολύ μικρότερο αριθμό τερματικών απασχολούν πολύ μεγαλύτερο ποσοστό του καναλιού, κάτι που δεν είναι αποδοτικό. Συγκεκριμένα, ο αλγόριθμος Reference, ο οποίος χρησιμοποιεί δεσμευτική TXOP τιμή σε κάθε TS, για πέντε TSs απασχολεί το κανάλι στο 90% όταν ο ESAC που υπολογίζει το TXOP με τον ίδιο τρόπο για το ίδιο πλήθος TSs απασχολεί μόνο το 35% του καναλιού. Η διαφορά μεταξύ τους βασίζεται στη λογική που ακολουθεί ο αλγόριθμος ESAC. Εξυπηρετώντας τα TSs κοντά στο MSI τους και χρησιμοποιώντας polling groups πετυχαίνει καλύτερη αξιοποίηση του δικτύου συγκριτικά με τους αλγόριθμους FHCF και Reference, με αποτέλεσμα τελικά να αποδέχεται περισσότερα TSs. Από τη μεριά του παρατηρείται πως ο αλγόριθμος MSF κατέχει σε

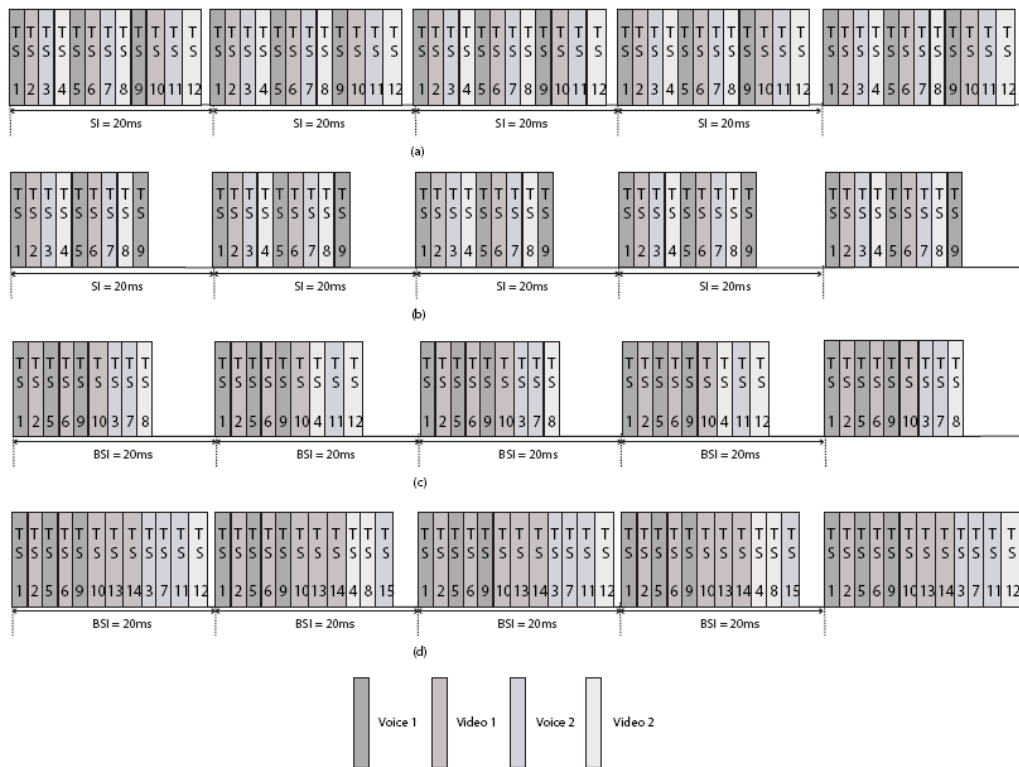
μεγαλύτερο ποσοστό το κανάλι συγκριτικά με τον MSF-lite. Αυτό το αποτέλεσμα προκύπτει από την έκτακτη εξυπηρέτηση που πραγματοποιεί στα TSs. Στην ουσία πρόκειται για ένα μικρό τίμημα προκειμένου να υπάρξει μείωση των καθυστερήσεων στη μετάδοση των πακέτων. Παράλληλα, οι MSF και MSF-lite αποδέχονται και μεγαλύτερο αριθμό από TSs. Όπως έχουμε αναφέρει αυτό οφείλεται στο γεγονός ότι το TXOP που αναθέτουν στα TSs κατά την αποδοχή τους είναι τόσο ώστε να μεταδοθεί κάποιος πλήθος πακέτων μέσου μεγέθους. Έτσι, δίνουν μικρότερη TXOP τιμή συγκριτικά με τον ESAC, ο οποίος για τον υπολογισμό του TXOP λαμβάνει εξαρχής υπόψη του την περίπτωση μετάδοσης ενός πακέτου μέγιστου μεγέθους.



Σχήμα 5.5: (a) Μέσος ρυθμός μετάδοσης δεδομένων με κάθε αλγόριθμο, (b) Ποσοστό που απασχολεί κάθε αλγόριθμος το κανάλι

5.2.2. Ανάλυση δεύτερου σεναρίου

Στο δεύτερο σενάριο το πλήθος των TSs που γίνεται αποδεκτό είναι μεγαλύτερο από αυτό του πρώτου σεναρίου. Κάτι τέτοιο οφείλεται στην αύξηση του BSI το οποίο αποκτά την τιμή των 20 ms. Όσο μεγαλύτερο χρονικό διάστημα εξυπηρέτησης παρέχεται τόσο πιο πολλά TSs μπορούν να γίνουν αποδεκτά. Όπως έχει αναφερθεί, το χρονικό διάστημα εξυπηρέτησης των TSs που αντιπροσωπεύουν τις εφαρμογές Voice 1 και Video 1 είναι 20 ms. Αντίστοιχα, το χρονικό διάστημα των TSs που αντιπροσωπεύουν τις εφαρμογές Voice 2 και Video 2 είναι 40 ms. Έτσι, σε αντίθεση με το πρώτο πείραμα, δημιουργείται ένα δέντρο αποδοχής δυο επιπέδων. Το σχήμα που ακολουθεί δίνει τη σειρά εξυπηρέτησης των TSs για όλους τους αλγόριθμους που χρησιμοποιούνται.

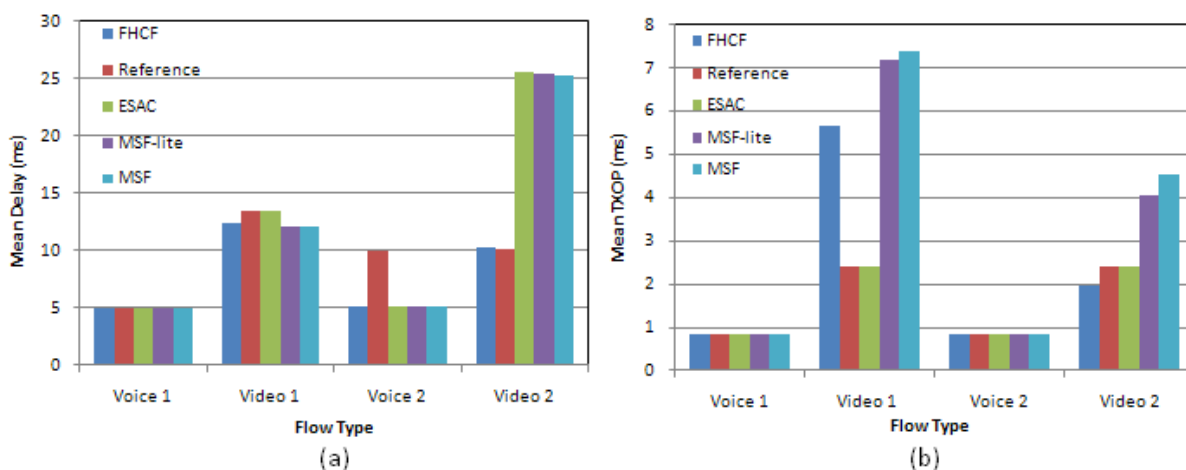


Σχήμα 5.6: Σειρά εξυπηρέτησης των TSs με χρήση των αλγορίθμων (a) FHCF, (b) Reference, (c) ESAC, (d) MSF-lite και MSF

Στο συγκεκριμένο πείραμα θα συγκρίνουμε όλους τους αλγόριθμους όταν εξυπηρετούν 4 TSs ο καθένας. Η σύγκριση μεταξύ των αλγόριθμων MSF-lite και MSF θα πραγματοποιηθεί και για την περίπτωση που εξυπηρετούνται 15 TSs. Εφόσον είναι το μέγιστο πλήθος που αποδέχονται οι αλγόριθμοι μπορεί να παρατηρηθεί η απόδοσή τους όταν βρίσκονται στα όριά τους.

Στο σχήμα 5.7 δίνεται η μέση καθυστέρηση που παρουσιάζει κάθε TS καθώς και η μέση TXOP τιμή που του έχει ανατεθεί. Το TS που αντιπροσωπεύει την εφαρμογή Video 1 εξυπηρετείται σε διαφορετικό χρονικό διάστημα από αυτό που δημιουργεί πακέτα η εφαρμογή. Έτσι, το TS μεταδίδει σε κάθε BSI ενώ λαμβάνει πακέτα κάθε 33ms. Ξεκινώντας από την ανάλυση του συγκεκριμένου TS παρατηρούμε πως ο αλγόριθμος FHCF παρουσιάζει μικρότερη καθυστέρηση συγκριτικά με τον Reference, με τον οποίο εξυπηρετούν με την ίδια σειρά τα TSs. Αυτό οφείλεται στην αναπροσαρμογή του TXOP καθώς αναθέτει περισσότερο TXOP στο συγκεκριμένο TS εφόσον το χρειάζεται. Με αυτόν τον τρόπο όμως δίνει μικρότερο TXOP συγκριτικά με τον Reference για την εξυπηρέτηση του TS του Video 2.

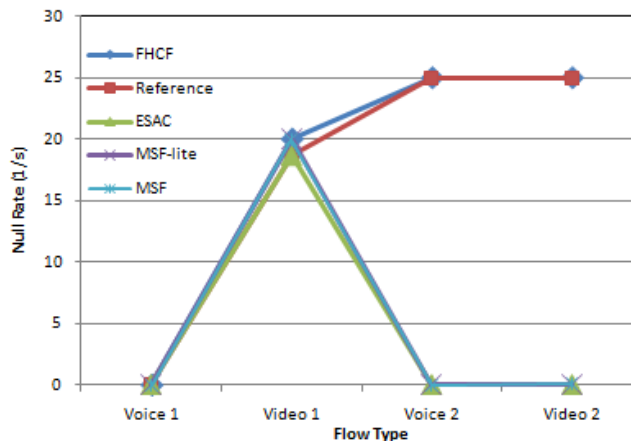
Από τη μεριά τους οι αλγόριθμοι MSF-lite και MSF παρουσιάζουν μικρότερη καθυστέρηση από τον ESAC και στα δυο TSs που αντιπροσωπεύουν Video εφαρμογές. Όπως φαίνεται και από το σχήμα 5.7 (b) και οι δυο αλγόριθμοι αναθέτουν περισσότερο TXOP στο TS του Video 1, εφόσον σε αυτό απομένουν πακέτα στην ουρά του μετά την εξυπηρέτησή του. Σε αυτή την περίπτωση δεν πραγματοποιείται έκτακτη εξυπηρέτηση από τον αλγόριθμο MSF καθώς το TS του Video 1 εξυπηρετείται σε κάθε BSI και επομένως σε κάθε polling group. Αυτός είναι και ο λόγος που οι αλγόριθμοι MSF-lite και MSF παρουσιάζουν την ίδια μέση καθυστέρηση και αναθέτουν την ίδια τιμή TXOP. Από την άλλη μεριά, ο αλγόριθμος MSF παρουσιάζει μικρότερη καθυστέρηση από τον αλγόριθμο MSF-lite στην περίπτωση της Video 2 εφαρμογής ενώ και οι δυο αλγόριθμοι αναθέτουν την ίδια TXOP τιμή. Η μικρότερη καθυστέρηση οφείλεται στην έκτακτη εξυπηρέτηση που εκτελεί ο MSF στο TS της εφαρμογής Video 2.



Σχήμα 5.7: (a) Μέση καθυστέρηση μετάδοση πακέτων και (b) μέση τιμή TXOP στο καθένα από τα 4 TSs

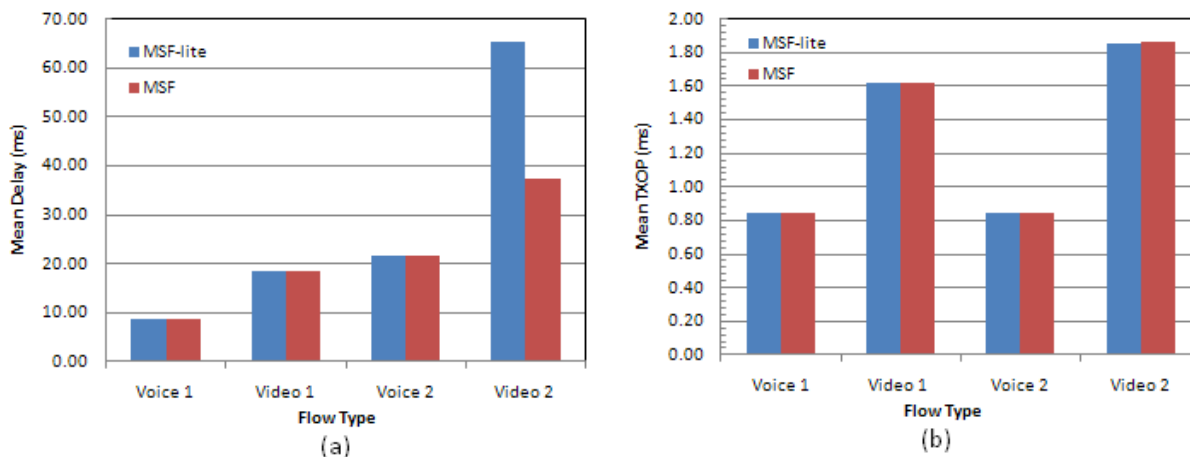
Όπως και στο πρώτο πείραμα έτσι και εδώ, η τακτική που ακολουθούν οι αλγόριθμοι FHCF και Reference εξυπηρετώντας όλα τα TSs στο ίδιο SI οδηγεί σε εμφάνιση Null πλαισίων στο δίκτυο (σχήμα 5.8). Από την άλλη μεριά, στην περίπτωση των αλγορίθμων ESAC, MSF-lite και MSF, πλαίσια Null εμφανίζονται μόνο στην περίπτωση του TS της εφαρμογής Video 1, το οποίο εξυπηρετείται σε διαφορετικό χρονικό διάστημα από αυτό που λαμβάνει πακέτα. Στο συγκεκριμένο TS είναι λογικό όλοι οι αλγόριθμοι να εμφανίζουν έναν αριθμό Null πλαισίων καθώς υπάρχει περίπτωση να δοθεί δικαίωμα μετάδοσης στο TS χωρίς αυτό να έχει λάβει ακόμη πακέτα. Το πλήθος των Null πλαισίων για τα υπόλοιπα TSs στους αλγόριθμους

ESAC, MSF-lite και MSF, είναι μηδενικό. Κάτι τέτοιο οφείλεται στο γεγονός ότι το χρονικό διάστημα στο οποίο εξυπηρετούνται είναι κοντά στο χρονικό διάστημα στο οποίο η εφαρμογή δημιουργεί πακέτα.



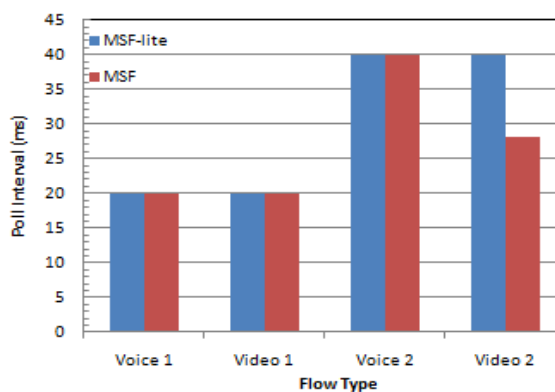
Σχήμα 5.8: Πλήθος αποσταλμένων Null πλαισίων όταν εξυπηρετούνται 4 TSs

Στο συγκεκριμένο πείραμα, μόνο στα TSs που αντιπροσωπεύουν την εφαρμογή Video 2 μπορεί να υπάρξει κάποια έκτακτη εξυπηρέτηση από τον αλγόριθμο MSF. Ο λόγος είναι ότι πρόκειται για τη μοναδική εφαρμογή πραγματικού χρόνου η οποία δεν εξυπηρετείται σε κάθε BSI και επομένως μπορεί να εξυπηρετηθεί έκτακτα σε διαφορετικό polling group από αυτό που ανήκει. Οι εφαρμογές Voice 1 και Video 1 εξυπηρετούνται σε κάθε BSI και επομένως πραγματοποιείται μόνο αναπροσαρμογή της TXOP τιμής του Video 1. Η εφαρμογή Voice 2 είναι CBR (Constant Bit Rate) και επομένως το TXOP που έχει ανατεθεί αρχικά επαρκεί για τη μετάδοση των πακέτων της. Εξαιτίας των παραπάνω, στο πείραμα που παρουσιάζεται στο σχήμα 5.9 παρατηρείται πως ο αλγόριθμος MSF παρουσιάζει πολύ σημαντική μείωση στην καθυστέρηση συγκριτικά με τον MSF-lite, στο TS που αντιπροσωπεύει το Video 2. Η μεγάλη καθυστέρηση που παρουσιάζει ο αλγόριθμος MSF-lite οφείλεται στο γεγονός ότι απομένει σχετικά μικρό χρονικό διάστημα μέχρι το τέλος του BSI, ώστε αυτό να αξιοποιηθεί για την ικανοποιητική αναπροσαρμογή του TXOP των TSs που αντιπροσωπεύουν την εφαρμογή Video 2. Προσπαθώντας να διαμοιράσει δίκαια το TXOP μεταξύ των TSs της εφαρμογής Video 1 και των TSs της εφαρμογής Video 2 πετυχαίνει να διατηρήσει την καθυστέρηση για την εφαρμογή Video 1 σε χαμηλά επίπεδα αλλά δε συμβαίνει το ίδιο και για την εφαρμογή Video 2. Αντίθετα, ο αλγόριθμος MSF ενώ δίνει κατά μέσο όρο την ίδια TXOP τιμή στα TSs με τον αλγόριθμο MSF-lite πετυχαίνει καλύτερα αποτελέσματα.



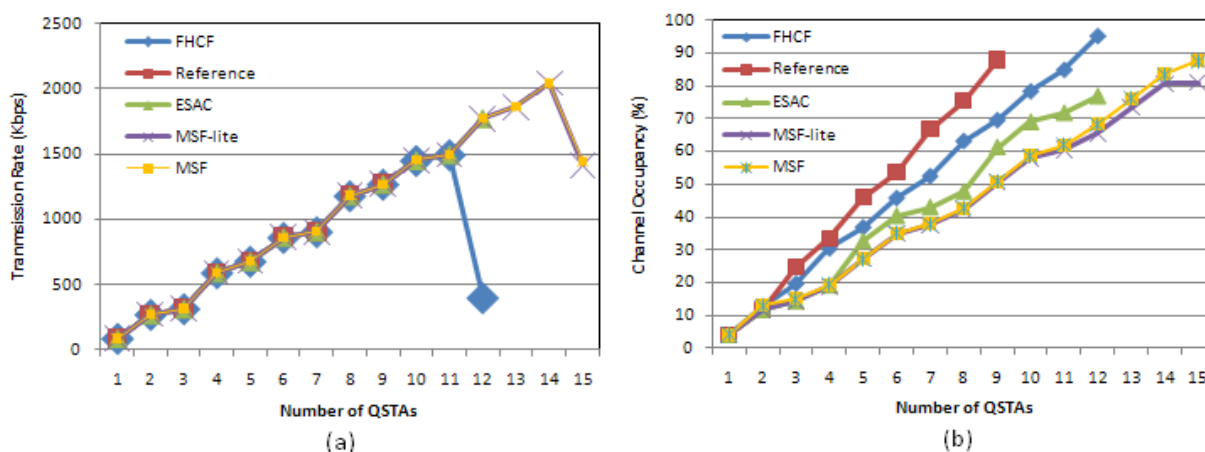
Σχήμα 5.9: (a) Μέση καθυστέρηση και (b) μέση τιμή TXOP στο καθένα από τα 15 TSs

Ο λόγος είναι ότι ο αλγόριθμος MSF επιλέγει την έκτακτη εξυπηρέτηση των TSs της εφαρμογής Video 2 που δεν έχουν καταφέρει να μεταδώσουν όλα τα πακέτα τους. Εφόσον τα συγκεκριμένα TSs εξυπηρετούνται κάθε δυο BSI, μπορούν να μεταδώσουν και μέσω των polling groups στα οποία δεν ανήκουν. Έτσι, η εξυπηρέτησή τους τελικά, με τη βοήθεια του MSF αλγόριθμου, μπορεί να πραγματοποιηθεί κάθε BSI. Με αυτόν τον τρόπο ο αλγόριθμος MSF καταφέρνει να μειώσει την καθυστέρηση σχεδόν στη μισή τιμή συγκριτικά με τον αλγόριθμο MSF-lite. Αυτή η επιπλέον εξυπηρέτηση που πραγματοποιεί ο αλγόριθμος MSF παρουσιάζεται στην επόμενη γραφική παράσταση. Σε αυτήν βλέπουμε το χρονικό διάστημα στο οποίο εξυπηρετείται κάθε εφαρμογή. Παρατηρούμε πως στην περίπτωση της Video 2 εφαρμογής ο MSF μειώνει το διάστημα εξυπηρέτησης των συγκεκριμένων TSs περίπου στα 27 ms, από τα 40 ms που είναι το χρονικό διάστημα εξυπηρέτησης που έχει ανατεθεί σε αυτά τα TSs από τον QAP.



Σχήμα 5.10: Χρονικό διάστημα εξυπηρέτησης κάθε είδους εφαρμογής με τους MSF-lite και MSF αλγόριθμους

Παρόλο που ο αλγόριθμος MSF παρουσιάζει καλύτερη απόδοση από τον MSF-lite παρατηρούμε πως μειώνεται και για τους δύο ο ρυθμός μετάδοσης των δεδομένων (σχήμα 5.11 (a)). Ο λόγος είναι ότι το χρονικό διάστημα που απομένει σε κάθε rolling group είναι σχετικά μικρό. Κάτι τέτοιο περιορίζει τον MSF και τον MSF-lite στο χρόνο που θα μπορέσουν να διαθέσουν ώστε κάθε TS να μεταδώσει ακόμη περισσότερα πακέτα για να μειώσει το μήκος της ουράς του. Το γεγονός ότι ο αλγόριθμος MSF πραγματοποιεί έκτακτη εξυπηρέτηση σε ορισμένα TSs έχει ως αποτέλεσμα να κατέχει το κανάλι περισσότερο από τον αλγόριθμο MSF-lite. Αυτό παρατηρείται και στο σχήμα 5.11 (b). Το ποσοστό κατοχής του καναλιού από τον αλγόριθμο MSF φτάνει το 90% για 15 αποδεκτά TSs. Από την μεριά του, ο αλγόριθμος MSF-lite κατέχει σε λίγο μικρότερο ποσοστό το κανάλι. Η διαδικασία όμως που ακολουθεί ο MSF έχει ως αποτέλεσμα τη μείωση των καθυστερήσεων.



Σχήμα 5.11: (a) Μέσος ρυθμός μετάδοσης δεδομένων, (b) Ποσοστό που απασχολεί κάθε αλγόριθμος το κανάλι

5.2.3. Admission Πείραμα

Το συγκεκριμένο πείραμα σχετίζεται με το επιπλέον πλήθος των TSs που μπορεί να αποδεχτεί κάθε αλγόριθμος που έχει παρουσιαστεί μέχρι τώρα. Σε αυτό το πείραμα μπορούμε να δούμε και τη συμπεριφορά του αλγόριθμου MSF-WF, όσον αφορά το πλήθος των TSs που αποδέχεται. Ο συγκεκριμένος αλγόριθμος λαμβάνει υπόψη του την εξάρτηση που υπάρχει μεταξύ των rolling groups όταν η εισαγωγή ενός TS γίνεται σε κόμβο του δέντρου ο οποίος ανήκει σε περισσότερα από ένα rolling groups. Για το συγκεκριμένο πείραμα προσομοιώθηκαν τρία διαφορετικά σενάρια τα οποία δημιουργούν τρία διαφορετικά δέντρα

αποδοχής. Σε κάθε σενάριο δημιουργείται και ένα ποσοστό από τα TSs κάθε εφαρμογής. Οι εφαρμογές που εξυπηρετούνται είναι οι ίδιες με αυτές που χρησιμοποιήθηκαν και στο πρώτο πείραμα. Ο αλγόριθμος MSF-WF επηρεάζει μόνο το κομμάτι της αποδοχής των TSs, που σχετίζεται με τον υπολογισμό και ανάθεση των SI και TXOP τιμών στα TSs. Επομένως, μπορεί να συνδυαστεί με οποιονδήποτε από τους MSF-lite και MSF αλγορίθμους για την εξυπηρέτηση των TSs που θα γίνουν αποδεκτά. Ο παρακάτω πίνακας δίνει τα αποτελέσματα που προέκυψαν από τα τρία σενάρια.

Πίνακας 5.6: Μέσος όρος πλήθους TSs που έγιναν δεκτά για εξυπηρέτηση

	Reference	FHCF	ESAC	MSF
Πρώτο σενάριο (25%,25%,25%,25%)	5,023	6,055	8,309	10,168
Δεύτερο Σενάριο (45%,25%,25%,5%)	5,631	6,779	7,715	9,053
Τρίτο Σενάριο (5%,25%,25%,45%)	4,372	5,514	9,533	12,498

Το πλήθος των αποδεκτών συνδέσεων από κάθε αλγόριθμο εξαρτάται από δυο παράγοντες. Από την τιμή TXOP και από το SI που ανατίθεται σε κάθε TS. Από τον πίνακα 5.6 παρατηρείται πως ο αλγόριθμος FHCF κατά μέσο όρο δέχεται περισσότερα TSs από τον αλγόριθμο Reference. Κάτι τέτοιο οφείλεται στο γεγονός ότι κατά την αποδοχή των TSs η τιμή TXOP που αναθέτει ο FHCF είναι μικρότερη από αυτή που αναθέτει ο Reference. Επομένως, μπορεί να αποδεχτεί περισσότερα TSs σε ένα SI. Ο Reference αναθέτει τέτοια τιμή TXOP ώστε να μπορεί να πραγματοποιηθεί η αποστολή ενός πακέτου μέγιστου μεγέθους. Αντίθετα, ο αλγόριθμος FHCF αναθέτει τιμή TXOP ώστε να μπορέσει να μεταδώσει ένα πλήθος πακέτων μέσου μεγέθους. Έτσι, παρόλο που και οι δυο αλγόριθμοι εξυπηρετούν τα TSs στο ίδιο SI, η διαφορετική λογική στην τιμή TXOP έχει ως αποτέλεσμα ο FHCF να δέχεται περισσότερα TSs από τον Reference. Ο αλγόριθμος ESAC ενώ χρησιμοποιεί την ίδια λογική στον υπολογισμό των TXOP όπως και ο Reference, παρατηρείται πως αποδέχεται μεγαλύτερο πλήθος από TSs. Ο λόγος είναι ότι ο ESAC εξυπηρετεί κάθε TS σε διαφορετικό SI που είναι κοντά στο MSI του TS. Παράλληλα, ο αλγόριθμος MSF που αναθέτει και αυτός διαφορετικό SI σε κάθε TS αποδέχεται μεγαλύτερο

πλήθος από TSs συγκριτικά με τον αλγόριθμο ESAC. Το γεγονός ότι αναθέτει μικρότερη τιμή TXOP από τον ESAC διαδραματίζει σημαντικό ρόλο στην αύξηση των αποδεκτών συνδέσεων.

Στον πίνακα 5.7 που δίνεται στη συνέχεια συγκρίνεται το πλήθος των αποδεκτών συνδέσεων του MSF-WF συγκριτικά με τους αλγόριθμους ESAC και MSF.

Πίνακας 5.7: Πλήθος των TSs έγιναν δεκτά για εξυπηρέτηση

	ESAC	MSF	MSF (%) ως προς ESAC	MSF-WF	MSF-WF (%) ως προς ESAC
Πρώτο σενάριο (25%,25%,25%,25%)	8,309	10,168	22,37%	10,487	26,21%
Δεύτερο Σενάριο (45%,25%,25%,5%)	7,715	9,053	17,34%	9,136	18,42%
Τρίτο Σενάριο (5%,25%, 25%,45%)	9,533	12,498	31,10%	12,555	31,7%

Από τον παραπάνω πίνακα παρατηρείται πως στην περίπτωση του πρώτου σεναρίου υπάρχει μια διαφορά κοντά στο 4% μεταξύ των αλγόριθμων MSF-WF και MSF, σε αντίθεση με τα υπόλοιπα σενάρια όπου η διαφορά είναι μικρότερη. Η λογική που ακολουθεί ο αλγόριθμος MSF-WF αποδίδει πολύ καλύτερα στην περίπτωση που τα TSs είναι διαμοιρασμένα στα διάφορα επίπεδα του δέντρου. Με αυτόν τον τρόπο το συνολικό άθροισμα TXOP κάθε polling group μεταβάλλεται σύμφωνα με τις διαφορετικές TXOP τιμές των TSs που εισάγονται σε διάφορους κόμβους του δέντρου. Επομένως, ο υπολειπόμενος προς διάθεση χρόνος κάθε polling group δεν είναι ίδιος. Σε αυτή την ποικιλία βασίζεται και η λογική του αλγόριθμου MSF_WF ο οποίος μπορεί να εκμεταλλευτεί την εξάρτηση των polling groups ώστε να αποδεχτεί περισσότερα TSs. Στα υπόλοιπα σενάρια η ποσοστιαία διαφορά μεταξύ των MSF-WF και MSF είναι πολύ μικρότερη. Στο δεύτερο σενάριο τα περισσότερα TSs εισάγονται στη ρίζα του δέντρου, ενώ στο τρίτο σενάριο εισάγονται στο τελευταίο επίπεδο. Και στις δυο αυτές περιπτώσεις οι αλγόριθμοι MSF-WF και MSF ακολουθούν την ίδια λογική καθώς πρόκειται για εισαγωγές που δεν πραγματοποιούνται σε ενδιάμεσα επίπεδα του

δέντρου. Επομένως, είτε επηρεάζεται ταυτόχρονα το άθροισμα TXOP όλων των polling group είτε το άθροισμα TXOP ενός μόνο polling group. Τελικά, ο αλγόριθμος MSF-WF όχι μόνο βελτιώνει το μηχανισμό αποδοχής συνδέσεων αλλά ταυτόχρονα εξυπηρετεί με όσο το δυνατόν μικρότερες καθυστερήσεις τα TSs. Η μείωση των καθυστερήσεων οφείλεται στο γεγονός ότι στο κομμάτι της εξυπηρέτησης των TSs, ο MSF-WF ακολουθεί την ίδια λογική με τον αλγόριθμο MSF. Επομένως, αναπροσαρμόζει το TXOP ανάλογα με τις ανάγκες κάθε TS και εκτελεί έκτακτη εξυπηρέτηση όποτε αυτό θεωρείται αναγκαίο.

ΚΕΦΑΛΑΙΟ 6. ΓΕΝΙΚΑ ΣΥΜΠΕΡΑΣΜΑΤΑ

6.1 Γενικά συμπεράσματα

6.1. Γενικά συμπεράσματα

Η εγγύηση της ποιότητας υπηρεσιών στα ασύρματα δίκτυα διαδραματίζει σημαντικό ρόλο στη γρήγορη και αξιόπιστη μετάδοση των δεδομένων. Το πρότυπο IEEE 802.11e δημιουργήθηκε με σκοπό την παροχή ποιότητας υπηρεσιών στους χρήστες των δικτύων WLAN. Το πρότυπο χρησιμοποιεί δυο μηχανισμούς, τον HCCA και τον EDCA, οι οποίοι παρέχουν ποιότητα υπηρεσιών σε συνδυασμό με τον αλγόριθμο Reference που έχει ενσωματωθεί στο πρότυπο IEEE 802.11e. Σκοπός του αλγόριθμου είναι η αποδοχή ενός πλήθους TSs τα οποία πρέπει να εξυπηρετήσει μεταδίδοντας τα πακέτα που υπάρχουν στην ουρά τους. Το πρόβλημα με τον αλγόριθμο Reference έγκειται στο γεγονός ότι δεν αποδέχεται μεγάλο πλήθος από TSs και παρουσιάζει καθυστερήσεις στη μετάδοση των πακέτων. Οι αλγόριθμοι που προτάθηκαν στη βιβλιογραφία με σκοπό την επίλυση των μειονεκτημάτων του Reference δεν έχουν καταφέρει να προτείνουν αποδοτική λύση και στα δυο παραπάνω προβλήματα.

Έτσι, στα πλαίσια της συγκεκριμένης διατριβής προτάθηκαν δυο νέοι αλγόριθμοι, οι MSF και MSF-WF. Αυτοί οι αλγόριθμοι, αξιοποιώντας αποδοτικότερα το δίκτυο, πετυχαίνουν και την αποδοχή μεγάλου πλήθους TS και παράλληλα την εξυπηρέτηση των αποδεκτών TSs χωρίς σημαντικές καθυστερήσεις. Η λογική που ακολουθεί ο αλγόριθμος MSF όσον αφορά την εξυπηρέτηση των TSs βασίζεται σε δύο βήματα που υλοποιεί. Το πρώτο βήμα είναι η αναπροσαρμογή του TXOP κάθε TS σε κάθε περίοδο εξυπηρέτησής του. Σκοπός είναι το

TXOP που ανατίθεται σε κάθε TS να ανταποκρίνεται στις πραγματικές απαιτήσεις του τη στιγμή που εξυπηρετείται. Το δεύτερο βήμα πραγματοποιείται με την έκτακτη εξυπηρέτηση των TSs, όταν υπάρχουν πακέτα στην ουρά τους που δεν έχουν μεταδοθεί κατά την τελευταία εξυπηρέτηση των TSs. Στα συγκεκριμένα TSs παραχωρείται το δικαίωμα έκτακτης μετάδοσης ώστε να μπορέσουν να μεταδώσουν τα πακέτα που έχουν απομείνει. Μέσω των πειραματικών αποτελεσμάτων διαπιστώθηκε πως η παραπάνω διαδικασία οδηγεί σε μείωση της καθυστέρησης στη μετάδοση των πακέτων συγκριτικά με τους υπάρχοντες αλγόριθμους. Έτσι, ο MSF αποτελεί έναν ικανό αλγόριθμο που μπορεί να προσαρμόζεται στις ποικίλες απαιτήσεις των TSs σε κάθε περίοδο εξυπηρέτησής τους. Παράλληλα, λόγω των πολλαπλών SI που αναθέτει και των polling group που χρησιμοποιεί διατηρεί τον αριθμό των TSs που αποδέχεται σε υψηλά επίπεδα.

Προκειμένου να επιτευχθεί μια περαιτέρω βελτίωση του πλήθους των TSs που γίνονται αποδεκτά, υλοποιήθηκε ο αλγόριθμος MSF-WF. Το πρόβλημα που παρατηρήθηκε στους αλγόριθμους ESAC και MSF σχετίζεται με τη λογική του αλγόριθμου Worst-fit, στην οποία βασίζονται. Η διαδικασία που ακολουθεί ο Worst-fit έχει ως αποτέλεσμα να μην λαμβάνεται υπόψη η εξάρτηση που υπάρχει μεταξύ των polling groups. Για την αποδοχή ενός TS, ο Worst-fit, ελέγχει το άθροισμα των TXOP κάθε polling group χωριστά ενώ στην ουσία υπάρχει εξάρτηση μεταξύ τους. Όπως φάνηκε και από τα πειράματα αυτή η λογική του αλγόριθμου Worst-fit οδηγεί στη μείωση των TSs που γίνονται αποδεκτά. Σε αυτή τη λάθος τακτική βασίζεται ο νέος αλγόριθμος MSF-WF. Η εισαγωγή ενός TS σε ένα κόμβο του δέντρου γίνεται εφόσον έχει ελεγχθεί το άθροισμα των TXOP όλων των polling group που περιλαμβάνουν αυτόν τον κόμβο. Η εισαγωγή πραγματοποιείται τελικά σε εκείνον τον κόμβο που περιλαμβάνει τα polling group με τον περισσότερο υπολειπόμενο προς διάθεση χρόνο. Κάτι τέτοιο έχει ως αποτέλεσμα ο αλγόριθμος MSF-WF να αποδέχεται περισσότερα TSs συγκριτικά με τους αλγόριθμους ESAC και MSF. Παράλληλα, το γεγονός ότι ο MSF-WF βασίζεται στον αλγόριθμο MSF για την εξυπηρέτηση των TSs που αποδέχεται έχει ως αποτέλεσμα να κληρονομεί τα πλεονεκτήματα του MSF. Έτσι, όχι μόνο αποδέχεται μεγαλύτερο πλήθος από TSs αλλά μειώνει και τις καθυστερήσεις κατά την εξυπηρέτηση των αποδεκτών TSs.

ΑΝΑΦΟΡΕΣ

- [1] IEEE Standard for Information Technology Telecommunications and information exchange between systems LANs and MANs, Specific requirements Part 11, WLAN MAC and PHY Specifications, IEEE Std 802.11™-2007.
- [2] Qiang Ni. "Performance Analysis and Enhancements for IEEE 802.11e Wireless Networks, IEEE Network", *IEEE In Network, IEEE, Vol. 19, No. 4. (2005), pp. 21-27*
- [3] Qiang Ni, Lamia Romdhani, Thierry Turetletti. "A Survey of QoS Enhancements for IEEE 802.11 Wireless LAN". *Journal of Wireless Communications and Mobile Computing, Wiley. Volume 4, Issue 5: pp.547-566, 2004*
- [4] A. Grilo, M.Macedo, and M. Nunes. "A scheduling algorithm for QoS support in IEEE 802.11e networks", *IEEE Wireless Communications, vol.10, no. 3, June 2003, pp. 36–43.*
- [5] C. Cicconetti, L. Lenzini, E. Mingozzi, and G.Stea. "Design and Performance Analysis of the Real-Time HCCA Scheduler for IEEE 802.11e WLANs". *Computer Networks (Elsevier), February 2007.*
- [6] A. Annese, G. Boggia, P. Camarda, L. A. Grieco, and L. Mascolo. "Providing delay guarantees in IEEE 802.11e networks". *IEEE VTC 2004, Milan, Italy, 17–19 May, 2004, vol. 4, pp. 2234–2238.*
- [7] P. Ansel, Q. Ni, and T. Turetletti. FHCF: "A Simple and Efficient Scheduling Scheme for IEEE 802.11e Wireless LAN", *Mobile Networks and Applications (Springer), vol. 11, no. 3, June 2006, pp. 391–403.*

- [8] Chun-Ting Chou, S. N. Shankar, K. G. Shin. "Achieving per-stream QoS with distributed airtime allocation and admission control in IEEE 802.11e wireless LANs". *IEEE INFOCOM 2005, Miami, USA, March 13-17, 2005, vol. 3, pp.1584–1595*.
- [9] N. Ramos, D. Panigrahi, S. Dey. "Dynamic adaptation policies to improve Quality of Service of multimedia applications in WLAN networks". *Workshop on Broadband Wireless Networks, San Jose, USA, October 25–29, 2004*.
- [10] Geun-Hyuk Yang, Jin-Chul Choi and Se-Jin Oh. "An Efficient Scheduling and Admission Control Algorithm for IEEE 802.11e WLAN". *IEEE Transactions on Wireless Communications, VOL. 5, NO. 12, December 2006*
- [11] The Network Simulator ns-2 (v2.29) : <http://www.isi.edu/nsnam/ns/>
- [12] W. Zha, R. Hu, Y. Qian, and Y. Cheng. "An adaptive MAC Scheme to achieve high channel throughput and QoS differentiation in a heterogeneous WLAN", in *Proceedings of the 3rd International Conference on Quality of Service in Heterogeneous Wired/Wireless Networks (QShine) 2006*, Waterloo, Ontario, Canada, Aug. 2006.
- [13] Srinivas Pasupuleti and Debabrata Das. " Throughput and Delay Evaluation of a Proposed-DCF MAC Protocol for WLAN". *India Annual Conference, Proceedings of the IEEE Indicon, 2004*
- [14] Siddhartha Vinnakote, Naresh SVS, Srinivas Pasupuleti and Debabrata Das. "New-MAC Protocol for Enhancement of QoS Performance in Wireless LAN". *Wireless and Optical Communication Networks, 2006 IFIP International Conference*
- [15] J.K.Choi, J.S.Park, J.H. Lee, K.S. Ryu. "Review on QoS issues in IEEE 802.11 WLAN". Feb. 20-22, 2006 ICACT2006
- [16] Hyungwook Yoon, Hyun Gi Ahnt, Tae-Jin Leet, Kyunghun Jang, and Jin-Bong Chang. "Traffic Scheduling for MPDCF MAC to Support QoS-Sensitive Data in IEEE 802.11 Wireless LANs", *Communication System Software and Middleware, Comsware 2006*

- [17] Alessandro Andreadis, Riccardo Zambon. "QoS Enhancement for Multimedia Traffics with Dynamic TXOPlimit in IEEE 802.11e". *Proceedings on the 3rd ACM on QoS and security for wireless and mobile networks*, 2007.
- [18] Geyong Min and Mamun I. Abu-Tair. "An Improved Medium Access Control Scheme for Multimedia Wireless Local Area Networks". *Proceedings on the 3rd international conference on Mobile multimedia communications*, 2007
- [19] Jose R. Gallardo, Paul Medina, Weihua Zhuang. "QoS Mechanisms for the MAC Protocol of IEEE 802.11 WLANs". *Quality of Service in Heterogeneous Wired/Wireless Networks*, 2005, Second International Conference
- [20] G. Cecchetti, A. L. Ruscelli. "Performance Evaluation of Real-Time Schedulers for HCCA Function in IEEE 802.11e Wireless Networks". *Proceedings of the 4th ACM symposium on QoS and security for wireless and mobile networks*, 2008
- [21] Gennaro Boggia, Pietro Camarda, Luigi Alfredo Grieco, and Saverio Mascol. "Feedback-Based Control for Providing Real-Time Services With the 802.11e MAC". *IEEE/ACM Transactions on Networking*, VOL. 15, No. 2, April 2007
- [22] Lamia Romdhani, Qiang Ni, and Thierry Turletti. "Adaptive EDCF: Enhanced Service Differentiation for IEEE 802.11 Wireless Ad Hoc Networks". *IEEE WCNC'03 (Wireless Communications and Networking Conference)*, New Orleans, Louisiana, USA, March 16-20, 2003
- [23] D. Skyrianoglou, N. Passas, A. Salkintzis. "ARROW: An Efficient Traffic Scheduling Algorithm for IEEE 802.11e". *Proc. IEEE International Symposium on a World of Wireless, Mobile and Multimedia Networks, Taormina, Italy*, June 2005
- [24] Kyung Mook Lim, Kang Yong Lee, Kyung Soo Kim, Seong-Soon Joo. "Traffic Aware HCCA Scheduling for the IEEE 802.11e Wireless LAN". *Multimedia and Expo, IEEE International Conference*, 2007

- [25] Mohammad Nassiri, Martin Heusse, and Andrzej Duda. "A Novel Access Method for Supporting Absolute and Proportional Priorities in 802.11 WLANs". *The 27th Conference On Computer Communications, IEEE, INFOCOM 2008*
- [26] Inanc Inan, Feyza Keceli, and Ender Ayanoglu. "An Adaptive Multimedia QoS Scheduler for 802.11e Wireless LANs". *Communications IEEE International Conference, 2006*
- [27] Ping Wang and Weihua Zhuang. "A Token-Based Scheduling Scheme for WLANs Supporting Voice/Data Traffic and its Performance Analysis". *IEEE Transactions on Wireless Communications, VOL. 7, No. 4, April 2008*
- [28] D. Gao and J. Cai. "Admission Control in IEEE 802.11e Wireless LANs". *IEEE Network Magazine, Vol 19, No 4, July/August 2005*
- [29] T. Korakis, L. Tassioulas. "Providing quality of service guarantees in wireless LANs compliant with 802.11e". *Computer Networks, Volume 47, Issue 2, February 2005*
- [30] <http://www.tkn.tu-berlin.de/research/trace/trace.html>
- [31] <http://cng1.iet.unipi.it/wiki/index.php/Ns2hcca>
- [32] <http://cng1.iet.unipi.it/wiki/index.php/Ns2measure>
- [33] D. Skyrianoglou, N. Passas, A. Salkintzis. "Support of IP QoS over Wireless Lan". *Proc. 59th IEEE Vehicular Technology Conf. (VTC-Spring '04), vol. 5, pp. 2993-2997, May 2004*
- [34] D.D. Vergados, D.J. Vergados. "Synchronization of multiple access points in the IEEE 802.11 point coordination function". *Vehicular Technology Conference, 2004. VTC2004-Fall. 2004 IEEE 60th, Vol. 2, 26-29 Sept. 2004, pp. 1073-1077.*

- [35] D. J. Deng and H. C. Yen. "Quality-of-service provisioning system for multimedia transmission in IEEE 802.11 wireless LANs". *IEEE J. Select. Areas Commun.*, vol. 23, no. 6, pp. 1240-1251, June 2005
- [36] V. Scarpa, G. Convertino, A. Palmieri, and J. C. De Martin. "Adaptive techniques to guarantee QoS in an IEEE 802.11 wireless LAN", in *Proc. IEEE Vehicular Technology Conf.*, May 2004, vol. 5, pp. 3014-3018.
- [37] IEEE 802.11: Wireless LAN Medium Access Control and Physical Layer Specifications, August 1999.
- [38] Claudio Cicconetti, Luciano Lenzini, Enzo Mingozzi, Giovanni Stea. "An Efficient Cross Layer Scheduler for MultimediaTraffic in Wireless Local Area Networks with IEEE 802.11e HCCA", *Mobile Computing and Communications Review*, Volume 11, Number 3,2006
- [39] IEEE 802.11 WG, Draft Supplement to STANDARD FOR Telecommunications and Information Exchange Between Systems-LAN/MAN Specific Requirements - Part 11: Wireless Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) specifications: Medium Access Control (MAC) Enhancements for Quality of Service (QoS), IEEE 802.11e/Draft 4.2, February 2003.
- [40] Thomas H. Cormen, Charles E. Leiserson, Ronald L. Rivest. "Introduction to algorithms", The MIT Press, 2nd edition, 2001

ΣΥΝΤΟΜΟ ΒΙΟΓΡΑΦΙΚΟ

Η Ασημίνα Φασουράκη γεννήθηκε το 1983 στο Βόλο. Αποφοίτησε το 2000 από το 2^ο Λύκειο Βόλου και το 2002 εισήχθη στο τμήμα Πληροφορικής του Πανεπιστημίου Ιωαννίνων. Το 2007 ολοκλήρωσε τις σπουδές της και στη συνέχεια παρακολούθησε το μεταπτυχιακό πρόγραμμα σπουδών του ίδιου τμήματος. Τα ερευνητικά της ενδιαφέροντα εστιάζονται στον τομέα των Δικτύων Υπολογιστών και συγκεκριμένα στην υλοποίηση πρωτοκόλλων δικτύωσης.