

Αξιολόγηση του TCP για την μεταφορά δεδομένων από μετακινούμενους υπολογιστές

Σύγκριση πρωτοκόλλων μεταφοράς σε ασύρματο δίκτυο

Γιώργης Γεωργακούδης

Επιβλέποντες: Επικ. Καθ. Ιορδάνης Κουτσόπουλος, Δρ. Δημήτρης Κατσαρός

30 Οκτωβρίου 2007



**ΠΑΝΕΠΙΣΤΗΜΙΟ ΘΕΣΣΑΛΙΑΣ
ΒΙΒΛΙΟΘΗΚΗ & ΚΕΝΤΡΟ ΠΛΗΡΟΦΟΡΗΣΗΣ
ΕΙΔΙΚΗ ΣΥΛΛΟΓΗ «ΓΚΡΙΖΑ ΒΙΒΛΙΟΓΡΑΦΙΑ»**

Αριθ. Εισ.: 6050/1
Ημερ. Εισ.: 20-11-2007
Δωρεά: Συγγραφέα
Ταξιθετικός Κωδικός: ΠΤ – ΜΗΥΤΔ
2007
ΓΕΩ

Περιεχόμενα

1	Εισαγωγή	9
2	TCP και ασύρματες ζεύξεις	11
2.1	Θέματα λειτουργίας TCP	11
2.1.1	Μηχανισμός αποφυγής συμφόρησης	11
2.1.2	Τριπλή χειραψία	12
2.1.3	Λοιπά προβλήματα	13
2.2	Πρωτόκολλα επιπέδου ζεύξης	13
2.3	Πρωτόκολλα διαιρούμενης σύνδεσης	15
2.4	Διαφορετικές υλοποιήσεις TCP	16
3	Πρόγραμματα και πρωτόκολλα μεταφοράς αρχείου	19
3.1	Πρόγραμμα μεταφοράς wrput πάνω από FTP	19
3.2	Πρόγραμμα μεταφοράς πάνω από TCP	19
3.3	Πρόγραμμα μεταφοράς πάνω από UDP	21
3.3.1	Περιγραφή πρωτοκόλλου	21
3.3.2	Λειτουργία αποστολέα - κινητού κόμβου	24
3.3.3	Λειτουργία παραλήπτη - σταθερού κόμβου	25
4	Οργάνωση πειραμάτων	29
4.1	Μοντελοποίηση προβλήματος	29
4.2	Πραγματικό σύστημα	30
4.3	Εξομοιωμένο σύστημα	31
4.4	Εντοπισμός σύνδεσης / αποσύνδεσης	31
4.5	Σενάρια κινητικότητας	32
4.6	Σύνοψη	32
5	Μετρήσεις	33
5.1	Μεγέθη και τρόπος παρουσίασης των μετρήσεων	33
5.2	Σύγκριση πραγματικού και εξομοιωμένου συστήματος	38
5.3	Σύγκριση σε εξομοιωμένο σύστημα ως προς RTT	38
5.4	Σύγκριση σε εξομοιωμένο σύστημα ως προς την απώλεια πακέτων	39
5.5	Χρονοβελτίωση	41
5.5.1	Σενάρια με περίοδο 10 δευτερολέπτων	41
5.5.2	Σενάρια με περίοδο 20 δευτερολέπτων	43

6 Σύνοψη - Επεκτάσεις	45
6.1 Σύνοψη	45
6.2 Μελλοντικές επεκτάσεις	45

Κατάλογος Σχημάτων

2.1 Μηχανισμός αποφυγής συμφόρησης του TCP	12
3.1 Διάγραμμα ροής αποστολέα - κινητού κόμβου (TCP)	20
3.2 Διάγραμμα ροής παραλήπτη - σταθερού κόμβου (TCP)	21
3.3 Διάγραμμα ροής αποστολέα - κινητού κόμβου (UDP)	26
3.4 Διάγραμμα ροής παραλήπτη - σταθερού κόμβου (UDP)	27
4.1 Σενάριο μελέτης	29
4.2 Διάταξη μετρήσεων	30
5.1 Γραφικές παραστάσεις των μετρήσεων	37
5.1 Γραφικές παραστάσεις των μετρήσεων (συν.)	38
5.2 Σύγκριση πραγματικού συστήματος με το εξομοιωμένο σύστημα	39
5.3 Σύγκριση εξομοιωμένου συστήματος ως προς το RTT	40
5.3 Σύγκριση εξομοιωμένου συστήματος ως προς το RTT (συν.)	41
5.4 Σύγκριση εξομοιωμένου συστήματος ως προς την πιθανότητα απώλειας	42

Κατάλογος Πινάκων

3.1	Κεφαλίδα SessionStartPacket	23
3.2	Κεφαλίδα ChunkPacket	23
3.3	Κεφαλίδα AckPacket	24
4.1	Σενάρια πειράματος	32
5.1	Συγκεντρωτικές μετρήσεις - Perceived Throughput	35
5.2	Συγκεντρωτικές μετρήσεις - Actual Throughput	36
5.3	Speedup UDP vs. TCP	44

Κεφάλαιο 1

Εισαγωγή

Το TCP είναι το πιο διαδεδομένο πρωτόκολλο του διαδικτύου και χρησιμοποιείται στις περισσότερες καταναμημένες εφαρμογές Η/Υ για την αξιόπιστη και αποδοτική μεταφορά δεδομένων.

Το TCP σχεδιάστηκε έχοντας ως σημείο αναφοράς τα ενσύρματα δίκτυα με μεγάλη αξιοπιστία μετάδοσης και συνεχή συνδεσιμότητα. Για αυτό το λόγο, η απόδοσή του είναι υποβέλτιστη σε ασύρματα δίκτυα (κυψελωτά ή WiFi) όπου τα λάθη στην μετάδοση είναι συχνά και η περιορισμένη εμβέλεια της ασύρματης ζεύξης σε συνδυασμό με την κίνηση των κόμβων έχουν σαν αποτέλεσμα μια ασταθή συνδεσιμότητα.

Υπάρχουν πολλές εργασίες που μελετούν βελτιώσεις του TCP σε ασύρματο περιβάλλον. Αυτές εστιάζουν κυρίως στον χαμηλό ρυθμό μετάδοσης λόγω της μη αξιόπιστης ξεύξης μεταξύ ενός κόμβου και του σημείου πρόσβασης και προτείνουν λύσεις για αυτό το πρόβλημα. Επίσης, έχουν μελετηθεί τεχνικές σε πιο χαμηλό επίπεδο, κυρίως για το πρωτόκολλο IEEE 802.11b (WiFi), για την βελτίωση της ασύρματης ζεύξης μεταξύ ενός κόμβου και του σημείου πρόσβασης καθώς και για την αποφυγή / επίλυση φαινομένων ανταγωνισμού μεταξύ πολλών γειτονικών κόμβων που επιχειρούν να επικοινωνήσουν ταυτόχρονα με ένα ή περισσότερα σημεία πρόσβασης.

Η παρούσα εργασία μελετά ένα διαφορετικό πρόβλημα, και πιο συγκεκριμένα την χρήση του TCP για την περίπτωση όπου ένας μετακινούμενος κόμβος (π.χ. υπολογιστής ταξίτη ενός χρήστη) επιχειρεί να μεταφέρει δεδομένα (π.χ. ένα αρχείο) σε έναν εξυπηρετητή που βρίσκεται σταθερά συνδεδεμένος στο διαδίκτυο (π.χ. Η/Υ του χρήστη στο σπίτι). Λόγω της κινητικότητας του, ο κόμβος συνδέεται αποσπασματικά με το διαδίκτυο μέσω των διαφορετικών σημείων πρόσβασης που συναντά καθ' οδόν. Για την ασύρματη ζεύξη επιλέχθηκε το πρωτόκολλο IEEE 802.11b. Ως μέτρο σύγκρισης χρησιμοποιείται ένα απλό πρωτόκολλο μεταφοράς που υλοποιήθηκε για τους σκοπούς της εργασίας πάνω από UDP.

Η δομή της εργασίας έχει ως εξής: στο δεύτερο κεφάλαιο παρουσιάζονται οι λόγοι της υποβέλτιστης συμπεριφοράς του TCP σε ασύρματο περιβάλλον και δίνεται μια επισκόπηση της βιβλιογραφίας για σχετικές βελτιστοποιήσεις. Στο τρίτο κεφάλαιο περιγράφονται τα προγράμματα και πρωτόκολλα που χρησιμοποιήθηκαν για την μεταφορά του αρχείου από έναν κινούμενο κόμβο στον σταθερό εξυπηρετητή, και στο τέταρτο κεφάλαιο επεξηγείται η τεχνική οργάνωση των πειραμάτων. Στο πέμπτο κεφάλαιο παρουσιάζονται και σχολιάζονται οι αντίστοιχες μετρήσεις και γίνεται μια συνολική αποτίμηση των αποτελεσμάτων. Τέλος, στο έκτο κεφάλαιο προτείνονται πιθανές επεκτάσεις αυτής της εργασίας.

Κεφάλαιο 2

TCP και ασύρματες ζεύξεις

Σε αυτό το κεφάλαιο δίνεται μια σύντομη περιγραφή των μηχανισμών του TCP που επηρεάζουν αρνητικά την απόδοση του πάνω από ασύρματες ζεύξεις. Επίσης, γίνεται μια επισκόπηση των διαφόρων προσεγγίσεων που έχουν προταθεί για να αποφευχθούν / αντιμετωπιστούν αυτά τα προβλήματα έτσι ώστε να βελτιωθεί η επικοινωνία ανάμεσα στον κινητό και σταθερό κόμβο.

2.1 Θέματα λειτουργίας TCP

2.1.1 Μηχανισμός αποφυγής συμφόρησης

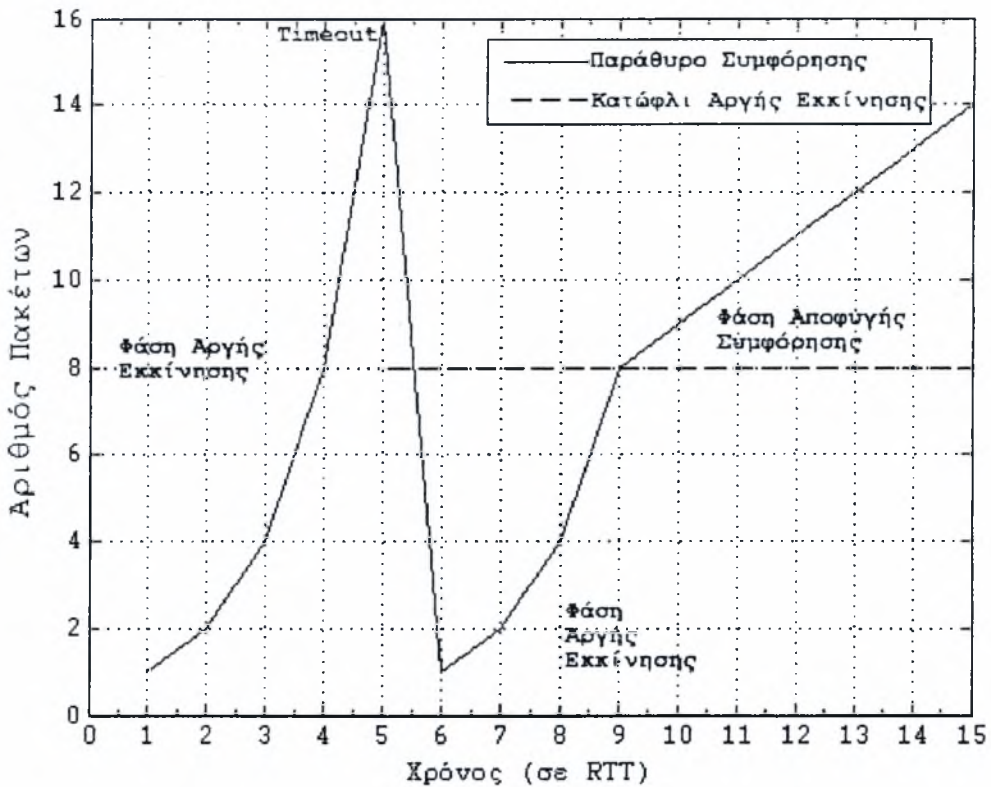
Ο κύριος λόγος της μη βέλτιστης λειτουργίας του TCP¹ πάνω από ασύρματες ζεύξεις είναι ο μηχανισμός αποφυγής συμφόρησης, που έχει σχεδιαστεί για ενσύρματα (αρκετά αξιόπιστα) δίκτυα όπου η απώλεια ενός πακέτου οφείλεται κυρίως στην αδυναμία κάποιου δρομολογητή να χειριστεί όλα τα πακέτα που δέχεται. Συνεπώς, το TCP ερμηνεύει την απώλεια ενός πακέτου ως ένδειξη συμφόρησης του δικτύου και μειώνει τον ρυθμό μετάδοσης δεδομένων.

Αναλυτικότερα, το TCP διαθέτει δύο μεταβλητές κατάστασης για τον έλεγχο συμφόρησης κάθε σύνδεσης: (α) το παράθυρο συμφόρησης (Congestion Window - *cwnd*) το οποίο αντιπροσωπεύει τον αριθμό πακέτων που μπορούν να μεταδοθούν χωρίς την πρόκληση συμφόρησης, και (β) το κατώφλι αργής εκκίνησης (Slow Start Threshold - *ssthresh*) που θέτει το όριο ανάμεσα στην φάση αργής εκκίνησης και στην φάση αποφυγής συμφόρησης. Επίσης, ο αριθμός των πακέτων που μπορεί να στείλει ο αποστολέας χωρίς να έχει λάβει κάποια επιβεβαίωση από τον παραλήπτη περιορίζεται από το μέγεθος παραθύρου (Advertized Window - *awnd*) που έχει υποδείξει ο παραλήπτης για να επιτευχθεί ο επιθυμητός έλεγχος ροής δεδομένων. Με άλλα λόγια, ο αποστολέας επιλέγει το $\min(cwnd, awnd)$ ως το τρέχον μέγεθος του παραθύρου για τη μετάδοση δεδομένων.

Στη φάση αργής εκκίνησης έχουμε διπλασιασμό του *cwnd* κάθε φορά που περνά χρονικό διάστημα ίσο με τον χρόνο που απαιτείται για την μετάδοση ενός πακέτου από το ένα άκρο της σύνδεσης στο άλλο και πίσω (Round Trip Time - *RTT*), θεωρώντας ότι δεν υπάρχει απώλεια πακέτων. Αντίστοιχα, στη φάση αποφυγής συμφόρησης το *cwnd* αυξάνεται κατά Max Segment Size (*MSS*) ανά *RTT*, όπου *MSS* είναι το μέγιστο μέγεθος πακέτου σε bytes που μπορεί να μεταφερθεί στο δικτυακό μονοπάτι χωρίς να έχουμε κατακερματισμού στο επίπεδο δικτύου.

Αν η απώλεια πακέτων ανιχνευθεί μέσω της εκπνοής του χρόνου επανεκπομπής (Retransmission Timeout - *RTO*) τότε το *ssthresh* τίθεται στο μισό του *cwnd* και το *cwnd* τίθεται ίσο με

¹Με βάση την έκδοση Reno η οποία είναι η ευρύτερα χρησιμοποιούμενη.



Σχήμα 2.1: Μηχανισμός αποφυγής συμφόρησης του TCP

1. αρχίζοντας μια νέα φάση αργής εκκίνησης. Σε αυτή την περίπτωση διπλασιάζεται και το *RTO*. Διαφορετικά, αν η απώλεια πακέτων ανιχνευθεί μέσω της παραλαβής τριών Duplicate Acknowledgements τότε το *ssthresh* τίθεται πάλι στο μισό του *cwnd* αλλά το *cwnd* τίθεται ίσο με το *ssthresh*, οδηγώντας σε μια νέα φάση αποφυγής συμφόρησης.

Η μετάδοση ξεκινά από μια φάση αργής εκκίνησης και περνά από την μια φάση στην άλλη σύμφωνα με τους παραπάνω κανόνες. Είναι προφανές ότι συνεχόμενες απώλειες πακέτων οδηγούν στη μείωση του *ssthresh* προκαλώντας τη λειτουργία του μηχανισμού μεταφοράς στη φάση αποφυγής συμφόρησης και άρα μια σημαντική υποβάθμιση του ρυθμού μετάδοσης.

Ενδεικτικά, στο σχήμα 2.1 απεικονίζεται το μέγεθος του *cwnd* καθώς η μετάδοση ξεκινά στη φάση αργής εκκίνησης, έπειτα από 4 *RTTs* λόγω *RTO* το *ssthresh* γίνεται το μισό του *cwnd* και το *cwnd* ξαναρχίζει από την 1 συνεχίζοντας τη φάση αργής εκκίνησης, ωστόσο το *cwnd* ξεπεράσει το *ssthresh* οπότε ξεκινά η φάση αποφυγής συμφόρησης.

2.1.2 Τριπλή χειραψία

Ένα ακόμα χαρακτηριστικό που μπορεί να επηρεάσει την απόδοση της εφαρμογής στην περίπτωση αποσπασματικών συνδέσεων με το διαδίκτυο είναι η τριπλή χειραψία (triple hand shake) που πραγματοποιείται κατά την έναρξη μιας σύνδεσης TCP. Αυτό εισάγει αρχικά μια επιλέον καθυστέρηση της τάξης του *RTT* χωρίς να μεταδίδονται δεδομένα σε επίπεδο εφαρμογής.

Αυτή η καθυστέρηση δεν αποτελεί πρόβλημα αν η σύνδεση χρησιμοποιηθεί για ένα αρ-

κατά μεγάλο χρονικό διάστημα. Μπορεί όμως να εξελιχθεί σωρευτικά σε έναν υπολογίσιμο παράγοντα μη αποδοτικής λειτουργίας αν η χρονική διάρκεια παραμονής του κόμβου στην εμβέλεια ενός σημείου πρόσβασης (και άρα η διάρκεια ζωής μιας σύνδεσης) είναι σχετικά μικρή και γίνονται πολλές επανα-συνδέσεις σε επίπεδο εφαρμογής.

Επίσης, για ένα μεγάλο αριθμό επανα-συνδέσεων και λόγω της αναξιόπιστης φύσης της ασύρματης επικοινωνίας, αυξάνεται η πιθανότητα απώλειας πακέτων κατά την διάρκεια της τριπλής χειραψίας, συνεπώς μειώνεται ακόμα περισσότερο ο "ωφέλιμος" χρόνος μετάδοσης σε επίπεδο εφαρμογής.

2.1.3 Λοιπά προβλήματα

Για λόγους πληρότητας πρέπει να σημειωθεί ότι κάθε υλοποίηση TCP θα πρέπει να λύνει τα κλασικά προβλήματα που έχουν μελετηθεί στα [4], [5], [8], [19], [22]. Επιγραμματικά αυτά είναι:

- *Clustering*. Το πρόβλημα του clustering συνίσταται στην ανάγκη του TCP να υπολογίσει το εύρος μετάδοσης του καναλιού όταν έχουμε περισσότερες από μία συνδέσεις στο κανάλι. Λόγω της παρατήρησης ότι τα πακέτα διαφορετικών συνδέσεων δεν επικαλύπτονται στη χρήση του καναλιού είναι απαραίτητο για τη σωστή εκτίμηση του εύρους του η κάθε σύνδεση να παρακολουθήσει το κανάλι για ικανό χρονικό διάστημα που περιλαμβάνει τις μεταδόσεις όλων των υπόλοιπων συνδέσεων.
- *Ack Compression*. Συμπίεση επιβεβαιώσεων έχουμε όταν λόγω φόρτου στους ενδιάμεσους δρομολογητές αλλάζει η χρονική διαφορά μεταξύ διαδοχικών επιβεβαιώσεων με αποτέλεσμα να φτάνει μια στοιβάδα επιβεβαιώσεων στον αποστολέα που οδηγεί σε σημαντική υπερεκτίμηση του διαθέσιμου εύρους.
- *TCP Coarse-grained clocks*. Λόγω της περιορισμένης ακρίβειας στο υπολογισμό του *RTT* είναι δυνατό λόγω μικρότερων καθυστερήσεων απ' ότι το TCP μπορεί να αντιληφθεί να έχουμε υπερεκτίμηση του εύρους ζώνης.
- *Rerouting*. Με την αναδρομολόγηση μπορεί να αλλάξει το μονοπάτι της σύνδεσης οπότε η εκτιμώμενη τιμή *RTT* να μην είναι πλέον σωστή.

Αυτά τα προβλήματα παρουσιάζονται βεβαίως και σε ενσύρματα δίκτυα, αλλά η πιθανότητα εσφαλμένων εκτιμήσεων αυξάνεται στην περίπτωση μιας ασύρματης ζεύξης.

2.2 Πρωτόκολλα επιπέδου ζεύξης

Τα πρωτόκολλα επιπέδου ζεύξης κατά κύριο λόγο μεταφέρουν το πρόβλημα της αξιοπιστίας (reliability) στο επίπεδο ζεύξης ώστε να ελαχιστοποιήσουν την επίδραση των χαρακτηριστικών του ασύρματου δικτύου στο επίπεδο μεταφοράς όπου βρίσκεται το TCP. Ορισμένα από αυτά παρουσιάζονται παρακάτω.

TULIP

Το Transport Unaware Link Improvement Protocol (*TULIP*) [17] είναι ένα πρωτόκολλο σε επίπεδο ζεύξης για την πιο αξιόπιστη μεταφορά πακέτων, ανεξάρτητα από τα πρωτόκολλα ανωτέρων επιπέδων. Το TULIP προσπαθεί να αποκρύψει τις απώλειες λόγω του ασύρματου δικτύου χρησιμοποιώντας επαναμεταδόσεις στο επίπεδο ζεύξης και τεχνικές κωδικοποίησης

για τη διόρθωση λαθών μετάδοσης. Για το TCP αυτό σημαίνει ότι "αυτόματα" περιορίζονται οι ανεπιθύμητες επιπτώσεις της ασύρματης ζεύξης σε συνδυασμό με τον μηχανισμό αποφυγής συμφόρησης. Επιπρόσθετα, το TULIP δεν απαιτεί την εγκατάστασή του σε κάποιο σταθμό βάσης (Base Station - BS) με αποτέλεσμα να μπορεί να λειτουργήσει και σε multi-hop ασύρματα δίκτυα.

SNOOP

Το SNOOP [9] είναι άλλο πρωτόκολλο σε επίπεδο ζεύξης, που όμως "γνωρίζει" την ύπαρξη του TCP σε πιο ψηλό επίπεδο. Λειτουργεί με βάση έναν πράκτορα στο σταθμό βάσης που αναλαμβάνει τη διεκπεραίωση της επικοινωνίας μεταξύ του σταθερού και του κινητού κόμβου έχοντας γνώση για την κατάσταση στο επίπεδο μεταφοράς του TCP και διατηρώντας μια τοπική κρυφή μνήμη. Οι δύο βασικές λειτουργίες του SNOOP είναι η SNOOP.data() που διαχειρίζεται τα πακέτα που στέλνονται από τον σταθερό κόμβο και η SNOOP.ack() που διαχειρίζεται τις επιβεβαιώσεις που αποστέλλονται από τον κινητό κόμβο με γνώμονα τη μεγιστοποίηση της απόδοσης του TCP πάνω από το ασύρματο δίκτυο. Λόγω της ανάγκης εξέτασης της κεφαλίδας του TCP το SNOOP δεν μπορεί να διαχειριστεί κρυπτογραφημένες συνδέσεις. Επίσης, το κόστος διασύνδεσης του κινητού κόμβου μέσω ενός νέου σταθμού βάσης μπορεί να είναι αρκετά μεγάλο λόγω της "μετοίκησης" του πράκτορα SNOOP μαζί με όλα τα δεδομένα της κατάστασης του.

Delayed Duplicate Acknowledgements

Ένας απλός τρόπος βελτίωσης της ρυθμοαπόδοσης του TCP περιγράφεται στην εργασία [18]. Η λογική είναι να γίνονται επαναμεταδόσεις στο επίπεδο ζεύξης χρησιμοποιώντας επιβεβαιώσεις στο επίπεδο αυτό, σε συνδυασμό με την εισαγωγή μιας καθύστερησης στην μετάδοση του δεύτερου και τρίτου Duplicate ACK από τον παραλήπτη, με την ελπίδα ότι το αντίστοιχο πακέτο θα παραληφθεί μέσω του μηχανισμού στο επίπεδο ζεύξης πριν ο αποστολέας τεθεί στη φάση αποφυγής συμφόρησης. Το σχήμα αυτό λειτουργεί αρκετά καλά όταν η απώλεια πακέτου οφείλεται σε τυχαίο λάθος της ασύρματης ζεύξης, αντίθετα αν οφείλεται σε πραγματική συμφόρηση τότε η επιπλέον καθυστέρηση οδηγεί σε περαιτέρω υποβάθμιση της απόδοσης.

Reliable Link Layer & Explicit Retransmission Notification

Μια άλλη πρόταση ενός αξιόπιστου πρωτοκόλλου σε επίπεδο ζεύξης βρίσκεται στην εργασία [23]. Το πρωτόκολλο αυτό παραβιάζει την αρχή ανεξαρτησίας μεταξύ των επιπέδων στη στοίβα πρωτοκόλλων λόγω της ανάγκης γνώσης της κατάστασης των πακέτων TCP και εγκαθίσταται στο σταθμό βάσης και τον κινητό κόμβο. Χρησιμοποιεί χρονοσφραγίδες και ενταμιευτές στο επίπεδο ζεύξης για να εξασφαλίσει αξιόπιστη μετάδοση. Επιπλέον προτείνεται η χρήση ενός bit για τη ρητή ειδοποίηση επαναμετάδοσης (Explicit Retransmission Notification - ERN) στον TCP αποστολέα εφ' όσον η επαναμετάδοση μπορεί να γίνει τοπικά από τον ενταμιευτή του σταθμού βάσης στον κινητό κόμβο. α μειονεκτήματα αυτής της προσέγγισης είναι ο μεγάλος φόρτος που δημιουργείται στο σταθμό βάσης και η καταστρατήγηση της αδιαφάνειας μεταξύ των επιπέδων στη στοίβα πρωτοκόλλων τόσο λόγω της ανάγκης γνώσης της κατάστασης του TCP από το επίπεδο ζεύξης όσο και λόγω της χρήσης του ERN bit. Όπως και το SNOOP, υπάρχει αρκετά σημαντικό κόστος σε περίπτωση σύνδεσης του κινητού κόμβου με ένα άλλο σταθμό βάσης.

Reliable Link Layer Protocol

Στο [24] προτείνεται ένα πρωτόκολλο επιπέδου ζεύξης που αναλαμβάνει αναμεταδόσεις χαμένων πακέτων με τη μέθοδο Stop και Wait. Το σενάριο προς εξέταση περιλαμβάνει ένα σταθερό κόμβο που μεταδίδει μέσω μιας TCP σύνδεσης ένα αρχείο διερχόμενο από πολλαπλές ενσύρματες ζεύξεις καταλήγοντας σε έναν ασύρματο παραλήπτη μέσω ενός σταθμού βάσης. Το πακέτο απορρίπτεται αν μετά από N προσπάθειες δεν έχει μεταδοθεί σωστά. Το Reliable Link Layer πρωτόκολλο τοποθετείται στη στοιβα πρωτοκόλλων του σταθμού βάσης που διατηρεί δύο ενταμιευτές, έναν για το TCP κι έναν για τα πακέτα του επιπέδου ζεύξης. Οι παράμετροι που εξετάζονται στην εργασία είναι η τιμή του N και το Bit Error Rate (*BER*) του καναλιού.

Link Layer Adaptation Optimization Methods

Η εργασία [32] εξετάζει τη χρήση τεχνικών όπως η προσαρμοστική διαμόρφωση και κωδικοποίηση, ο έλεγχος ισχύος, η προσαρμογή ζεύξης, διόρθωση λαθών κ.ά για τη βελτίωση της απόδοσης του TCP. Θεωρώντας τις δύο φάσεις του μηχανισμού αποφυγής συμφόρησης του TCP, εκτιμάται ως επιθυμητό να προστατευθεί η φάση της αργής εκκίνησης κι αυτό επιτυγχάνεται χρησιμοποιώντας κατάλληλα τις τεχνικές που αναφέρθηκαν παραπάνω.

2.3 Πρωτόκολλα διαιρούμενης σύνδεσης

Αναγνωρίζοντας τα διαφορετικά χαρακτηριστικά της ενσύρματης και της ασύρματης ζεύξης, μια διαφορετική προσέγγιση είναι να χωριστεί μια σύνδεση TCP σε δύο μέρη στο σημείο όπου τα δύο δικτύα συναντώνται, δηλαδή στο σταθμό βάσης. Σύμφυτο πρόβλημα αυτής της προσέγγισης είναι η παραβίαση της σημασιολογίας του TCP καθώς μπορεί να αποσταλεί μια επιβεβαίωση παραλαβής στον αποστολέα (σταθερό κόμβο) προτού ο πραγματικός παραλήπτης (κινητός κόμβος) λάβει το αντίστοιχο πακέτο. Ένα επιπρόσθετο κόστος υλοποίησης προκύπτει από την χρήση ενταμιευτών στο σταθμό βάσης. Επίσης, αυτή η πληροφορία πρέπει να μεταφέρεται στον νέο σταθμό βάσης όταν μετακινείται ο κινητός κόμβος.

Indirect-TCP

Στο Indirect-TCP[6] δημιουργούνται δύο TCP συνδέσεις, μία ανάμεσα στον σταθερό κόμβο και τον σταθμό βάσης και μια ανάμεσα στον σταθμό βάσης και τον κινητό κόμβο, σε μια προσπάθεια να απεμπλακεί ο σταθερός κόμβος από τα προβλήματα της ασύρματης επικοινωνίας. Όμως, η χρήση του TCP για τη σύνδεση πάνω από την ασύρματη ζεύξη παραμένει προβληματική αφού τα προβλήματα που έχουν προαναφερθεί δεν αντιμετωπίζονται.

Mobile-TCP

Στο Mobile-TCP (*M-TCP*) [12] ορίζεται μια αρχιτεκτονική τριών στάδια, όπου στο πρώτο στάδιο υπάρχουν οι κινητοί κόμβοι που συνδέονται με τους λεγόμενους Mobile Support Stations (*MSS*) και αυτοί στη συνέχεια επικοινωνούν με τους Supervisory Hosts (*SH*) οι οποίοι αναλαμβάνουν την επικοινωνία με τον σταθερό κόμβο. Οι *MSS* είναι απλές συσκευές που χρησιμοποιούνται ως τερματικά σημεία της σύνδεσης ενώ οι *SH* αναλαμβάνουν τη δρομολόγηση μεταξύ του ενσύρματου και ασύρματου δικτύου. Η διαίρεση της σύνδεσης γίνεται στο *SH* με τον σταθερό κόμβο να συνδέεται με το σύνθετες TCP ενώ η σύνδεση με τον κινητό κόμβο γίνεται με το *M-TCP*. Η προσπάθεια είναι να μη μειώνεται το *cwnd* του αποστολέα, με τον σταθερό κόμβο να θέτει το advertised window σε 0 όποτε υπάρχει αποσύνδεση ή καθυστέρηση

από τον κινητό κόμβο, έτσι ώστε η TCP σύνδεση να μπαίνει σε κατάσταση αναμονής κι έπειτα να συνεχίζει με το ίδιο ρυθμό μετάδοσης. Η διαίρεση των τριών σταδίων εξυπηρετεί τη μείωση του κόστους από τη μετακίνηση του κόμβου, θεωρώντας ότι οι *SH* εξυπηρετούν μια αρκετά μεγάλη περιοχή μέσα στην οποία μπορεί να βρίσκεται ο κινητός κόμβος.

Multiple Acknowledgements

Στο σχήμα των πολλαπλών επιβεβαιώσεων [11] εισάγεται η ιδέα της χρήσης διαφορετικών επιβεβαιώσεων μεταξύ του αποστολέα του σταθμού βάσης και του κινητού κόμβου. Υπάρχουν οι επιβεβαιώσεις τύπου Ack_p που ενημερώνουν τον σταθερό κόμβο για τον πλήθος των δεδομένων που έχει λάβει ο σταθμός βάσης και οι επιβεβαιώσεις τύπου Ack_c που είναι οι κανονικές επιβεβαιώσεις του TCP που λαμβάνει ο σταθερός κόμβος από τον κινητό. Αν υπάρχει αναντιστοιχία λόγω καθυστέρησης στην ασύρματη ζεύξη, ο αποστολέας ενημερώνει τα *RTOs* του ώστε να δοθεί περισσότερος χρόνος στο σταθμό βάσης να μεταδώσει τα πακέτα στον κινητό κόμβο.

2.4 Διαφορετικές υλοποιήσεις TCP

Wireless-TCP

Το Wireless-TCP (*WTCP*) [15] είναι μια διαφορετική υλοποίηση ενός αξιόπιστου πρωτοκόλλου που ενσωματώνει μηχανισμούς ελέγχου ροής σε μια προσπάθεια να απαλλαγεί από τα προβλήματα του κλασσικού TCP. Οι διαφορές του με το TCP είναι ότι χρησιμοποιεί έλεγχο ροής βασισμένο στο ρυθμό μετάδοσης κι όχι στο μέγεθος του παραθύρου, οι υπολογισμοί για τον έλεγχο ροής γίνονται στον παραλήπτη κι όχι στον αποστολέα με βάση την ενδιάμεση καθυστέρηση των πακέτων που στάλθηκαν όπως και στη φάση του υπολογισμού της αρχικού ρυθμού μετάδοσης και τέλος ο παραλήπτης στέλνει σωρευτικές κι επιλεκτικές επιβεβαιώσεις στον αποστολέα καταργώντας τα *RTOs*.

TCP Santa Cruz

Το TCP Santa Cruz (*TCP-SC*) [21] έχει σχεδιαστεί για να λειτουργεί σε ασύμμετρα μονοπάτια, δίκτυα με μεγάλη πιθανότητα λάθους στη μετάδοση και περιορισμένου εύρους ζώνης καθώς και με ασταθή καθυστέρηση. Οι κυριότερες αλλαγές είναι: (α) η εκτίμηση της καθυστέρησης γίνεται με βάση τη διαφορά στους χρόνους αφίξεων για τις επιβεβαιώσεις δύο διαδοχικών πακέτων, (β) η εκτίμηση του παραθύρου μετάδοσης δεδομένων επιχειρείται χωρίς να δημιουργείται συμφόρηση, (γ) πιο ελαστική πολιτική στην αύξηση του *cwnd* αντί της επιθετικής του κλασσικού TCP.

TIBET

Στην εργασία [31] προτείνεται μία τεχνική εκτίμησης εύρους ζώνης με βάση τα χρονικά διαστήματα μεταξύ των επιβεβαιώσεων (Time Intervals based Bandwidth Estimation Technique - *TIBET*), ώστε τα *cwnd* και *ssthresh* να μην επηρεάζονται από την ασταθή φύση της ασύρματης ζεύξης. Η προσπάθεια είναι να φιλτράρονται κατάλληλα με βάση την απόσταση μεταξύ των επιβεβαιώσεων οι ασυνέχειες που εισάγει το ασύρματο δίκτυο για την ορθολογικότερη χρήση τιμών για τα *cwnd* και *ssthresh*.

TCP Vegas

Μια εναλλακτική υλοποίηση του TCP είναι αυτή με κωδικό όνομα TCP Vegas [8]. Το TCP Vegas χρησιμοποιεί έναν πιο περίπλοκο τρόπο εκτίμησης του εύρους ζώνης. Υπολογίζεται το εκτιμώμενο εύρος ζώνης από τη σχέση $cwnd/RTT_{min}$ και το πραγματικό από τη σχέση $cwnd/RTT$ αντίστοιχα. Το TCP Vegas κάνει τη θεώρηση ότι το πραγματικό εύρος ζώνης θα βρίσκεται κοντά στον εκτιμώμενο εκτός αν έχουμε συμφόρηση στο δίκτυο. Ακριβέστερα υπολογίζεται η ποσότητα $diff = (expected_Rate - actual_Rate) \times RTT_{min}$. Το $cwnd$ αυξάνεται κατά 1 αν $diff < 1$, μειώνεται κατά 1 εάν $diff > 3$ και παραμένει το ίδιο όταν $1 \leq diff \leq 3$. Τα προβλήματα που προκύπτουν από αυτή την υλοποίηση έχουν να κάνουν με τον υπολογισμό του RTT_{min} και αφορούν την αναδρομολόγηση ή τη συμπεριφορά του σε κανάλια υψηλής συμφόρησης. Επίσης αν το TCP Vegas χρησιμοποιηθεί σε συνδυασμό με το TCP Reno, λαμβάνει πολύ λίγο εύρος μετάδοσης.

TCP Westwood

Το TCP Westwood [25, 28, 29, 30] προσπαθεί να εκτιμήσει το διαθέσιμο εύρος ζώνης μετρώντας το ρυθμό παραλαβής των επιβεβαιώσεων. Έπειτα περνά τις εκτιμήσεις μέσα από κάποιο φίλτρο (εκεί είναι που διαφοροποιούνται οι παραλλαγές του), θέτοντας κατάλληλα τις τιμές του $ssthresh$ και $cwnd$ στην περίπτωση απώλειας πακέτου. Ένα μειονέκτημα είναι ότι λόγω της επιθετικής εκτίμησης του διαθέσιμου εύρους ζώνης προκαλεί λιμοκτονία σε διαφορετικού τύπου TCP υλοποιήσεις όταν αυτές συνυπάρχουν στο ίδιο κανάλι-δίκτυο.

Επιπλέον Χαρακτηριστικά

Επιπλέον χαρακτηριστικά που να βελτιώνουν την επίδοση του TCP είναι η Άμεση Αναμετάδοση (Fast Retransmission) [7], ο μηχανισμός του Explicit Congestion Notification (ECN), η χρήση επιλεκτικών επιβεβαιώσεων (Selective Acknowledgements) [10] κ.ά.

Κεφάλαιο 3

Προγράμματα και πρωτόκολλα μεταφοράς αρχείου

3.1 Πρόγραμμα μεταφοράς wrput πάνω από FTP

Αρχικά θεωρήθηκε χρήσιμο να συμπεριληφθεί στις μετρήσεις του πειράματος και η μεταφορά αρχείου με το πρωτόκολλο FTP με τη χρήση του εργαλείου wrput, το οποίο είναι ένα εργαλείο "ανεβάσματος" αρχείου σε FTP εξυπηρέτη. Παρατηρώντας όμως τις μετρήσεις η επίδοση του wrput ήταν παρόμοια ή χειρότερη απ' αυτή της χρήσης ενός απλού πρωτοκόλλου μεταφοράς πάνω από TCP οπότε και απαλείφθηκε από τη διαδικασία των μετρήσεων.

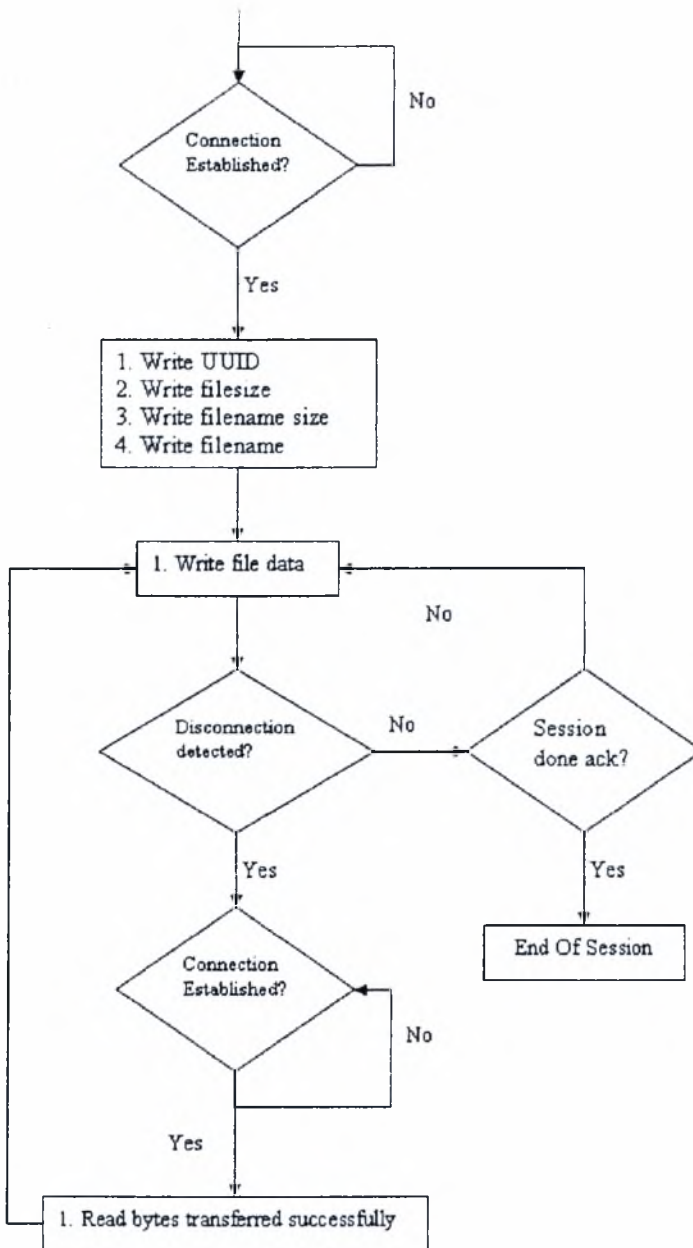
3.2 Πρόγραμμα μεταφοράς πάνω από TCP

Λειτουργία αποστολέα - κινητού κόμβου

Με τη χρήση του TCP η μεταφορά αρχείου γίνεται μ' ένα απλουστευμένο πρωτόκολλο. Ο αποστολέας - κινητός κόμβος ανοίγει μία TCP συνδέση με τον παραλήπτη - σταθερό κόμβο και στέλνει τα στοιχεία της συνόδου, δηλαδή το UUID, το μέγεθος του αρχείου προς αποστολή, το μέγεθος του ονόματος του αρχείου και τέλος το όνομα του αρχείου. Έπειτα μεταφέρονται τα δεδομένα του αρχείου. Αν έχουμε ανίχνευση αποσύνδεσης ο αποστολέας περιμένει μέχρι να ξαναδημοιουργηθεί TCP σύνδεση με τον παραλήπτη και τότε περιμένει μια επιβεβαίωση που τον πληροφορεί για τα bytes των δεδομένων που έχουν ληφθεί επιτυχώς. Συνεχίζει τη μεταφορά δεδομένων από εκείνο το σημείο ωστόσο λάβει από τον αποστολέα την επιβεβαίωση ότι όλο το αρχείο έχει παραληφθεί. Σχηματικά η διαδικασία βρίσκεται στο σχ. 3.1.

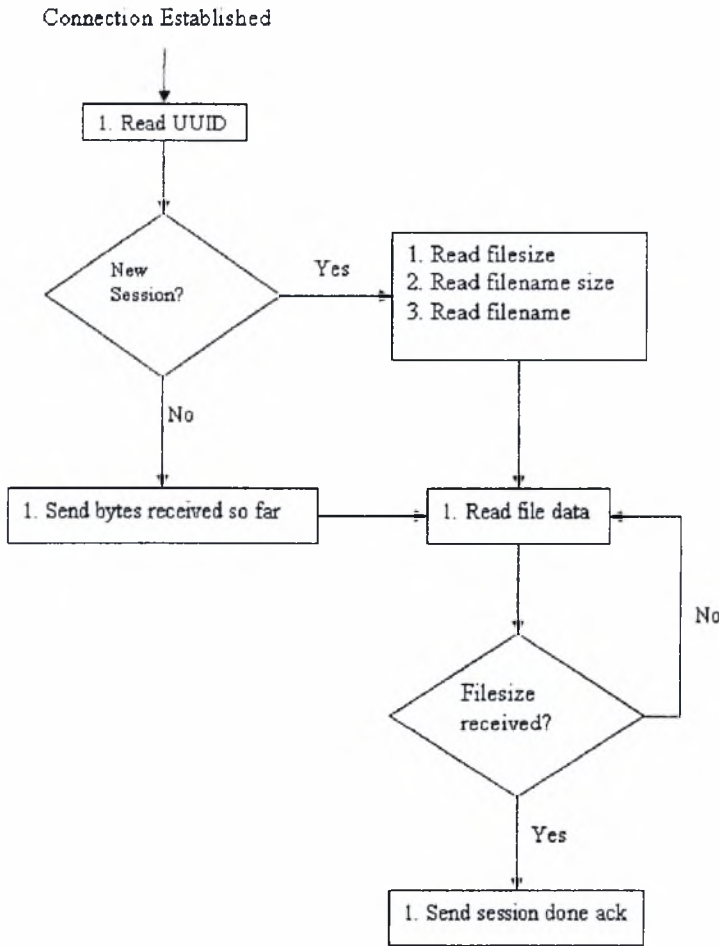
Λειτουργία παραλήπτη - σταθερού κόμβου

Ο παραλήπτης τηρεί εν αναμονή έως να δημιουργηθεί μια TCP σύνδεση προς αυτόν. Διαβάζει το UUID της συνόδου και εάν είναι νέα σύνδοδος διαβάζει τα δεδομένα της συνόδου, δηλαδή το μέγεθος του αρχείου προς μεταφορά, το μέγεθος του ονόματός του και το όνομα του. Στη συνέχεια διαβάζει τα δεδομένα του αρχείου. Σε περίπτωση που ο αποστολέας έχει αποσυνδεθεί από τον παραλήπτη, τότε με τη νέα σύνδεση που θα δημιουργηθεί, ο παραλήπτης θα αναγνωρίσει ότι το UUID που διάβασε μετά το άνοιγμα της σύνδεσης αντιστοιχεί σε υπάρχουσα, μη περατωμένη σύνδοδο. Σ' αυτή την περίπτωση θα στείλει τον αριθμό των bytes του αρχείου που έχουν ληφθεί ως τώρα για να ενημερώσει τον αποστολέα και θα συνεχίσει την παραλαβή δεδομένων για το διάβασμα όλου του αρχείου. Με το πέρας της μεταφοράς



Σχήμα 3.1: Διάγραμμα ροής αποστολέα - κινητού κόμβου (TCP)

θα στείλει μήνυμα επιβεβαίωσης παραλαβής του αρχείου στον αποστολέα και η σύνδεση θα διακοπεί. Η λειτουργία του παραλήπτη φαίνεται στο σχ. 3.2



Σχήμα 3.2: Διάγραμμα ροής παραλήπτη - σταθερού κόμβου (TCP)

3.3 Πρόγραμμα μεταφοράς πάνω από UDP

3.3.1 Περιγραφή πρωτοκόλλου

Συνοπτικά για το πρωτόκολλο πάνω από UDP σκοπός ήταν να δημιουργηθεί ένα αξιόπιστο πρωτόκολλο μεταφοράς αρχείου. Όπως είναι γνωστό το UDP προσφέρει μη αξιόπιστη υπηρεσία. Τα πακέτα δεν επιβεβαιώνονται στο επίπεδο μεταφοράς οπότε δεν υπάρχει εγγύηση παραλαβής ούτε παραδίδονται με τη σειρά με την οποία στάλθηκαν εφ' όσον παραληφθούν. Έτσι το πρωτόκολλο που δημιουργήθηκε λύνει αυτά τα δύο προβλήματα χρησιμοποιώντας αριθμούς ακολουθίας για τα πακέτα, ενώ ο παραλήπτης στέλνει επιβεβαιώσεις η οποίες είναι σωρευτικές (cumulative) και επιλεκτικές (selective) ανά περιοδικά χρονικά διαστήματα.

Ο χρόνος αυτός που μεταδίδονται οι επιβεβαιώσεις από τον παραλήπτη είναι στενά συνδεδεμένος με το χρόνο αναμετάδοσης των μη επιβεβαιωμένων πακέτων από τον αποστολέα. Ως επιλογή σχεδίασης οι χρόνοι αυτοί τέθηκαν σε σταθερές τιμές. Ο χρόνος επιβεβαίωσης τέθηκε στο 1 δευτερόλεπτο από το τελευταίο πακέτο που έλαβε ο παραλήπτης και ο χρόνος αναμετάδοσης του αποστολέα στο 1.5 δευτερόλεπτο, ευνόητο γιατί. Αυτή η επιλογή έγινε για

ευκολία υλοποίησης αλλά το κυριότερο γιατί σκοπός της εργασίας δεν είναι να δημιουργηθεί άλλη μία υλοποίηση του TCP αλλά να δειχθεί η διαφορά στη συμπεριφορά μεταξύ UDP και TCP στο ασύρματο δίκτυο με απλό τρόπο.

Επιπλέον στο μηχανισμό των επιβεβαιώσεων πρέπει να προστεθεί ότι εκτός από τις περιοδικές επιβεβαιώσεις που υπόκεινται στο χρόνο επιβεβαίωσης ο αποστολέας έχει τη δυνατότητα να ζητήσει και άμεση επιβεβαίωση σε κάποιο πακέτο που θα στείλει. Αυτό ακριβώς γίνεται στην περίπτωση που ο αποστολέας ανιχνεύσει μια επανασύνδεση μετά από αποσύνδεση. Αποστέλλει το τελευταίο πακέτο στο παράθυρο μετάδοσης με την ένδειξη να σταλεί άμεσα επιβεβαίωση ώστε να συνεχίσει τη σύνοδο, ενημερωμένος για την κατάσταση της μεταφοράς αρχείου.

Ο αποστολέας μεταδίδει ένα παράθυρο από πακέτα το μέγεθος του οποίου αυξομειώνεται με βάση έναν απλό μηχανισμό ελέγχου ροής ο οποίος αναλύεται σε επόμενο κεφάλαιο.

Επίσης πρέπει να αναφερθεί ότι κάθε σύνοδος (session) μεταφοράς αρχείου από τον αποστολέα στον παραλήπτη χαρακτηρίζεται από έναν μοναδικό αριθμό (Universal Unique Identifier - *UUID*). Αυτό για να μπορεί δυναμικά ο παραλήπτης να δέχεται ταυτόχρονα περισσότερες της μιας συνόδους ώστε να ταξινομεί σωστά τα πακέτα στη σύνοδο που ανήκουν καθώς και ν' ανακάμπτει από περιόδους αποσύνδεσης και επανασύνδεσης αναγνωρίζοντας τη σύνοδο του αποστολέα.

Συνοψίζοντας τα χαρακτηριστικά του πρωτοκόλλου είναι:

- *UUID* συνόδου
- Αριθμοί ακολουθίας πακέτων
- Περιοδικές και άμεσες επιβεβαιώσεις
- Σωρευτικές και επιλεκτικές επιβεβαιώσεις
- Στατικός χρόνος αναμετάδοσης πακέτου του αποστολέα και χρόνος περιοδικής επιβεβαίωσης του παραλήπτη
- Προσαρμοζόμενο μέγεθος παραθύρου μετάδοσης με βάση έναν απλό μηχανισμού ελέγχου ροής

Τα πακέτα που χρησιμοποιεί το πρωτόκολλο εφαρμογής πάνω από UDP διακρίνονται σε τρία είδη: (α) *SessionStartPacket*, είναι το πακέτο που ξεκινά μία νέα σύνοδο στον παραλήπτη, (β) *ChunkPacket*, είναι τα πακέτα που μεταφέρουν κομμάτια του αρχείου (chunks) από τον αποστολέα στον παραλήπτη και (γ) *AckPacket*, το πακέτο επιβεβαίωσης που στέλνεται από τον παραλήπτη στον αποστολέα.

Για την κεφαλίδα του *SessionStartPacket* στον πίνακα 3.1 έχουμε:

- Τύπος Πακέτου, 1 byte υποδηλώνει τον τύπο του πακέτου
- Τύπος Επιβεβαίωσης, 1 byte, άμεση ή όχι επιβεβαίωση όπως εξηγήθηκε στο προηγούμενο κεφάλαιο
- Μοναδικός Αριθμός Συνόδου, ο *UUID* κάθε συνόδου
- Αριθμός Ακολουθίας, 4 bytes, ο αριθμός σειράς κάθε πακέτου

- Πλήθος Πακέτων, το πλήθος το πακέτων της συνόδου που αποτελείται από το SessionStartPacket και τον αριθμό των ChunkPackets στα οποία έχει τμηθεί το αρχείο
- Μέγεθος Ονόματος Αρχείου, 1 byte, ο αριθμός χαρακτήρων του ονόματος αρχείου, συνακόλουθα το μέγιστο όνομα αρχείου έχει 255 χαρακτήρες
- Όνομα Αρχείου, μεταβλητό μέγεθος μέχρι 255 bytes, οι χαρακτήρες του ονόματος αρχείου

Τύπος Πακέτου	Τύπος Επιβεβαίωσης
Μοναδικός Αριθμός Συνόδου	Αριθμός Ακολουθίας
Πλήθος Πακέτων	Μέγεθος Ονόματος Αρχείου
Όνομα Αρχείου	

Πίνακας 3.1: Κεφαλίδα SessionStartPacket

Για το ChunkPacket, πίνακας 3.2:

- Τύπος Πακέτου, 1 byte υποδηλώνει τον τύπο του πακέτου
- Τύπος Επιβεβαίωσης, 1 byte, άμεση ή όχι επιβεβαίωση όπως εξηγήθηκε στο προηγούμενο κεφάλαιο
- Μοναδικός Αριθμός Συνόδου, ο UUID κάθε συνόδου
- Αριθμός Ακολουθίας, 4 bytes, ο αριθμός σειράς κάθε πακέτου
- Μέγεθος Κομματιού, 4 bytes, το πλήθος των δεδομένων που περιέχεται στο παρόν ChunkPacket σε bytes
- Δεδομένα Κομματιού, μεταβλητό μέγεθος έως την τιμή του πεδίου Μέγεθος Κομματιού, τα δεδομένα του αρχείου που περιέχονται στο παρόν κομμάτι

Τύπος Πακέτου	Τύπος Επιβεβαίωσης
Μοναδικός Αριθμός Συνόδου	Αριθμός Ακολουθίας
Μέγεθος Κομματιού	Δεδομένα Κομματιού

Πίνακας 3.2: Κεφαλίδα ChunkPacket

Για τον πίνακα 3.3 ως προς την κεφαλίδα του AckPacket:

- Τύπος Πακέτου, 1 byte υποδηλώνει τον τύπο του πακέτου
- Μοναδικός Αριθμός Συνόδου, ο UUID κάθε συνόδου
- Μέγιστος Παραληφθείς Αριθμός Ακολουθίας, 4 bytes, το πεδίο αυτό υλοποιεί το σωρευτικό μηχανισμό της επιβεβαίωσης, υποδηλώνει πως έχουν παραληφθεί όλα τα πακέτα με αριθμό ακολουθίας μικρότερο ή ίσο με τον αριθμό που περιέχει το παρόν πεδίο

- Πλήθος Επιβεβαιώσεων, 4 bytes, εδώ υλοποιείται το επιλεκτικό κομμάτι του μηχανισμού επιβεβαιώσεων, περιέχει το πλήθος των αριθμών ακολουθίας εκτός σειράς που έχουν παραληφθεί από τον παραλήπτη
- Αριθμοί Επιβεβαιώσεων, μεταβλητό μέγεθος μέχρι 4 επί Πλήθος Επιβεβαιώσεων bytes, είναι οι αριθμοί ακολουθίας των πακέτων που έχουν παραληφθεί εκτός σειράς από τον παραλήπτη

Τύπος Πακέτου	Μοναδικός Αριθμός Συνόδου
Μέγιστος Παραληφθείς Αριθμός Ακολουθίας	Πλήθος Επιβεβαιώσεων
Αριθμοί Επιβεβαιώσεων	

Πίνακας 3.3: Κεφαλίδα AckPacket

3.3.2 Λειτουργία αποστολέα - κινητού κόμβου

Πριν ξεκινήσει τη μετάδοση ο αποστολέας ελέγχει εάν υπάρχει σύνδεση στο ασύρματο δίκτυο στην περίπτωση που έχουμε ανίχνευση αποσύνδεσης. Όταν ανιχνευθεί ότι πράγματι υπάρχει γεμίζει το παράθυρο μετάδοσης με τα πακέτα προς αποστολή, όπου συμπεριλαμβάνεται το πακέτο έναρξης συνόδου και αποστέλλει τα πακέτα με την ένδειξη καθυστέρησης επιβεβαίωσης. Όταν παραληφθεί ένα πακέτο επιβεβαίωσης, αφαιρούνται από το παράθυρο μετάδοσης τα πακέτα των οποίων η παραλαβή έχει βεβαιώνεται, πραγματοποιούνται οι λειτουργίες του ελέγχου ροής που αναλύεται παρακάτω και ο αποστολέας μπορεί να προσθέσει στο παράθυρο νέα πακέτα προς αποστολή. Όταν συμβεί η λήξη του χρόνου αναμετάδοσης κάποιου πακέτο τότε αυτό ξαναστέλνεται στον παραλήπτη. Στην περίπτωση που υπάρχει ανίχνευση αποσύνδεσης, με την επανάκαμψη στο ασύρματο δίκτυο, ενημερώνονται οι χρόνοι αναμετάδοσης των πακέτων στο παράθυρο μετάδοσης ώστε να ξεκινήσουν να μετρούν από τη στιγμή της επανασύνδεσης και αποστέλλεται το τελευταίο πακέτο στο παράθυρο μετάδοσης με την ένδειξη άμεσης επιβεβαίωσης για να γίνει γνωστή στον αποστολέα η κατάσταση της συνόδου. Η διαδικασία συνεχίζεται ωσότου ολοκληρωθεί η μεταφορά του αρχείου με την παραλαβή επιβεβαίωσης για όλα τα πακέτα της συνόδου. Διαγραμματικά η διαδικασία είναι στο σχ. 3.3.

Έλεγχος ροής

Σκοπός του ελέγχου ροής που εφαρμόστηκε είναι να προσαρμόζεται στη δυνατότητα αύξησης ή μείωσης του παράθυρου μετάδοσης σε σχέση με τη συμπεριφορά της ζευξης. Για να γίνει αυτό δειγματοληπούμε τρεις φορές το εκτιμώμενο λόγο απωλειών (Estimated Loss Ratio - *ELR*) καθώς και τον αριθμό πακέτων που φτάνουν στον παραλήπτη (Current Throughput - *CurThroughput*) μέσα από την πληροφορία για το πλήθος των πακέτων που έφτασαν επιτυχώς την οποία μας δίνουν οι επιβεβαιώσεις που λαμβάνονται από τον αποστολέα. Μετά την τρίτη δειγματοληψία κι αφού υπολογιστεί ο μέσος όρος του *ELR* και του *CurThroughput* εφαρμόζεται ο αλγόριθμος σε ψευδοκώδικα για την αύξηση ή μείωση του παράθυρου μετάδοσης που φαίνεται παρακάτω.

Για να επεξηγηθεί η διαδικασία, αρχικά κοιτάμε αν ο τρέχων ρυθμός μετάδοσης των πακέτων είναι μεγαλύτερος από τον προηγούμενο κατά το κατώφλι *Threshold*, εάν ναι το παράθυρο μετάδοσης αυξάνεται κατά *U*, εάν είναι μικρότερος κατά το κατώφλι τότε μειώνεται κατά *U*. Αν δεν είναι δυνατό ν' αποφασιστεί μ' αυτό τον τρόπο, δηλαδή δεν έχουμε σαφή διαφορά του

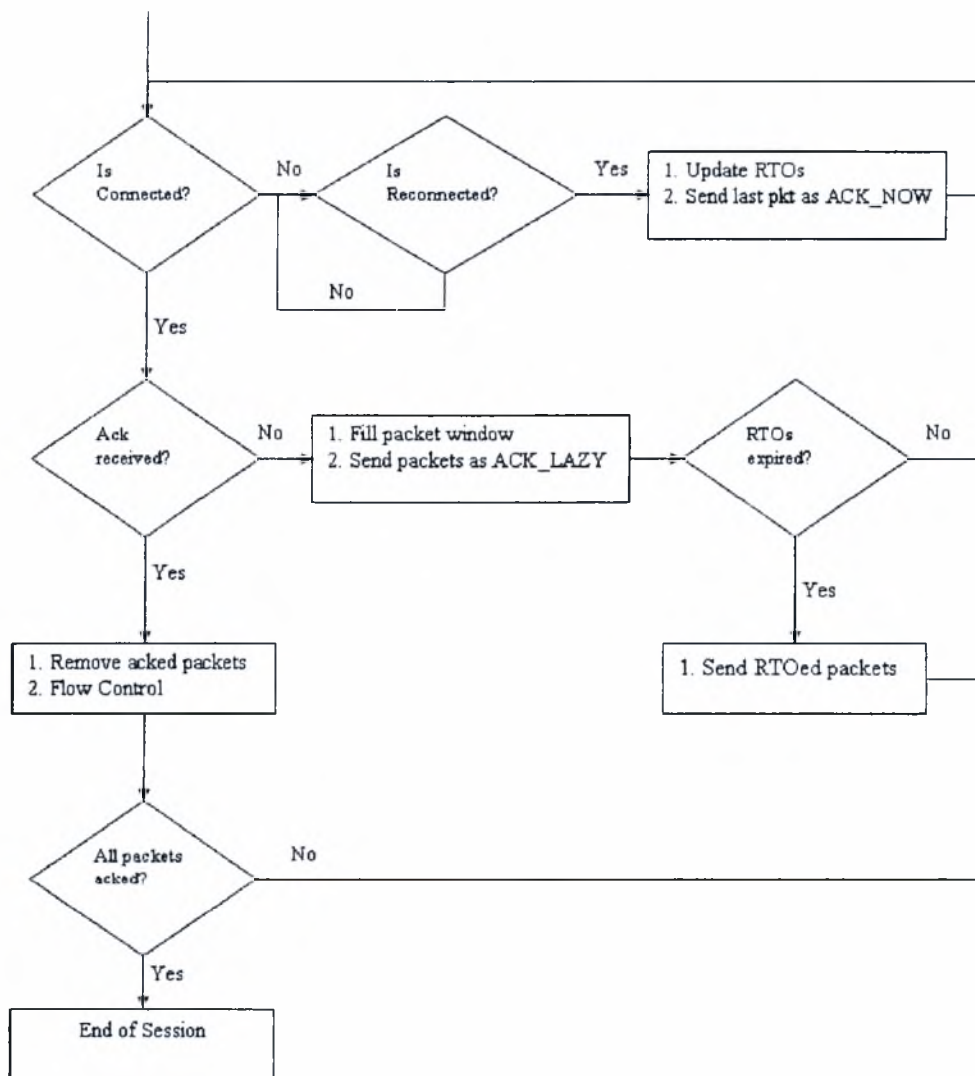
Αλγόριθμος 1: Έλεγχος Ροής

```
1 if CurThroughput - PrevThroughput > Threshold then
2   WindowSize = WindowSize + U;
3 else if CurThroughput - PrevThroughput < - Threshold then
4   if WindowSize > U then
5     WindowSize = WindowSize - U;
6   end
7 else
8   EstThroughput = (WindowSize+U) × (100.0 - ELR)/100.0;
9   if EstThroughput - CurThroughput > Threshold then
10    WindowSize = WindowSize + U;
11  else
12    if WindowSize > U then
13      WindowSize = WindowSize - U;
14    end
15  end
16 end
```

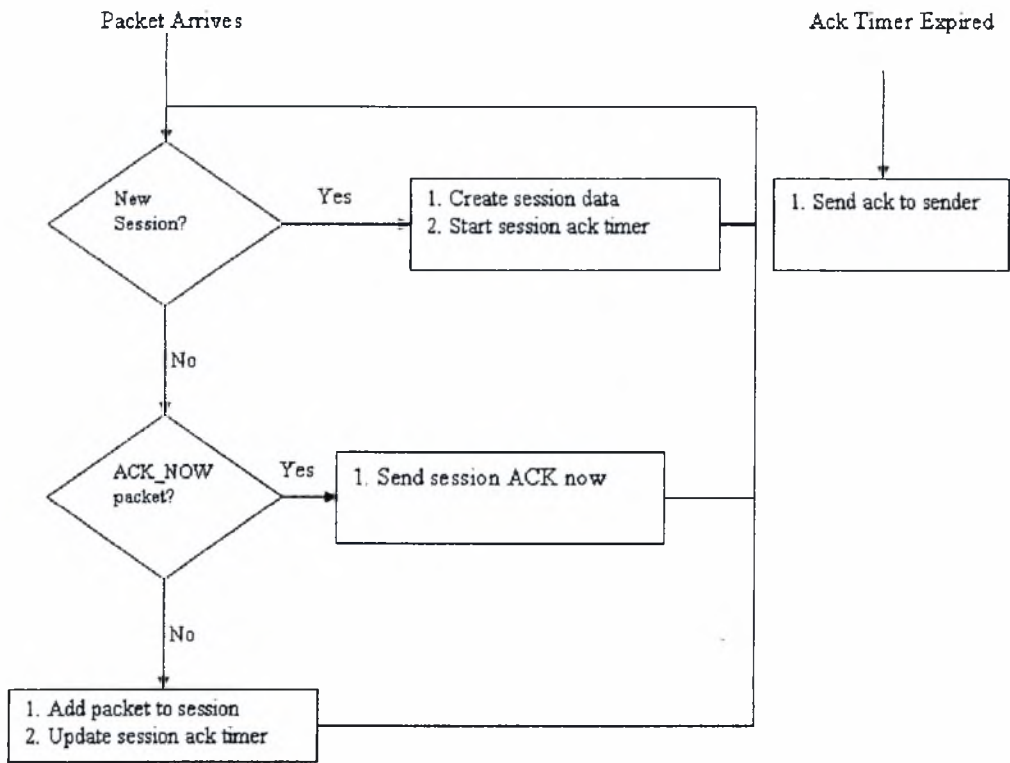
προηγούμενο ρυθμού μετάδοσης με τον τωρινό, τότε χρησιμοποιούμε το ELR για να πάρουμε μια απόφαση. Υπολογίζουμε τον εκτιμώμενο ρυθμό μετάδοσης πακέτων (*Estimated Throughput* - *EstThroughput*) ως το γινόμενο του προσαυξημένου παράθυρου μετάδοσης κατά *U* με το τρέχων ποσοστό επιτυχίας μετάδοσης πακέτων. Τότε εφαρμόζεται η παραπάνω διαδικασία όπου τη θέση του προηγούμενου ρυθμού μετάδοσης πακέτων παίρνει το *CurThroughput* ενώ του τρέχοντα το *EstThroughput*. Αν καμία από τις συνθήκες που αναφέρθηκαν παραπάνω δεν ικανοποιείται τότε το παράθυρο παραμένει στο τρέχων μέγεθός του. Πρέπει να σημειωθεί ότι αρχικά το *PrevThroughput* τίθεται στο 0. Επιπλέον στην υλοποίηση του αλγόριθμου ελέγχου ροής το *U* επιλέχθηκε ίσο με 1 και το *Threshold* ίσο με 0.75 ως τιμές με την ιδιότητα να μην υπάρχει ούτε αματώδη αυξομείωση του παραθύρου ούτε πολύ γρήγορες αλλαγές.

3.3.3 Λειτουργία παραλήπτη - σταθερού κόμβου

Ο παραλήπτης περιμένει την άφιξη κάποιου πακέτου. Αν το πακέτο που παραλάβει ανήκει σε κάποια προηγούμενη σύνοδο τότε ταξινομείται αλλιώς δημιουργείται μια καινούρια σύνοδος. Πρέπει να σημειωθεί ότι για την έναρξη κάποιας συνόδου δεν είναι αναγκαίο να παραληφθεί αρχικά το πακέτο έναρξης συνόδου. Αρκεί η παραλαβή οποιοδήποτε πακέτου με νέο UUID. Ο χρόνος περιοδικής επιβεβαίωσης αρχίζει να μετράει αντίστροφα με βάση το εγγύτερο χρονικά πακέτου της συνόδου που έχει παραληφθεί εκτός αν ζητηθεί από τον αποστολέα η άμεση επιβεβαίωση. Η λειτουργία του παραλήπτη φαίνεται στο σχ. 3.4.



Σχήμα 3.3: Διάγραμμα ροής αποστολέα - κινητού κόμβου (UDP)



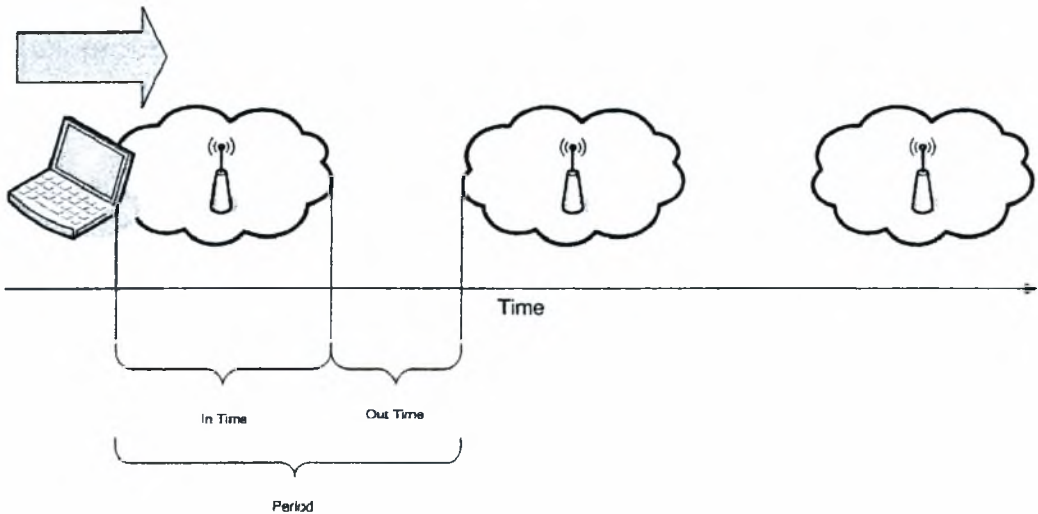
Σχήμα 3.4: Διάγραμμα ροής παραλήπτη - σταθερού κόμβου (UDP)

Κεφάλαιο 4

Οργάνωση πειραμάτων

4.1 Μοντελοποίηση προβλήματος

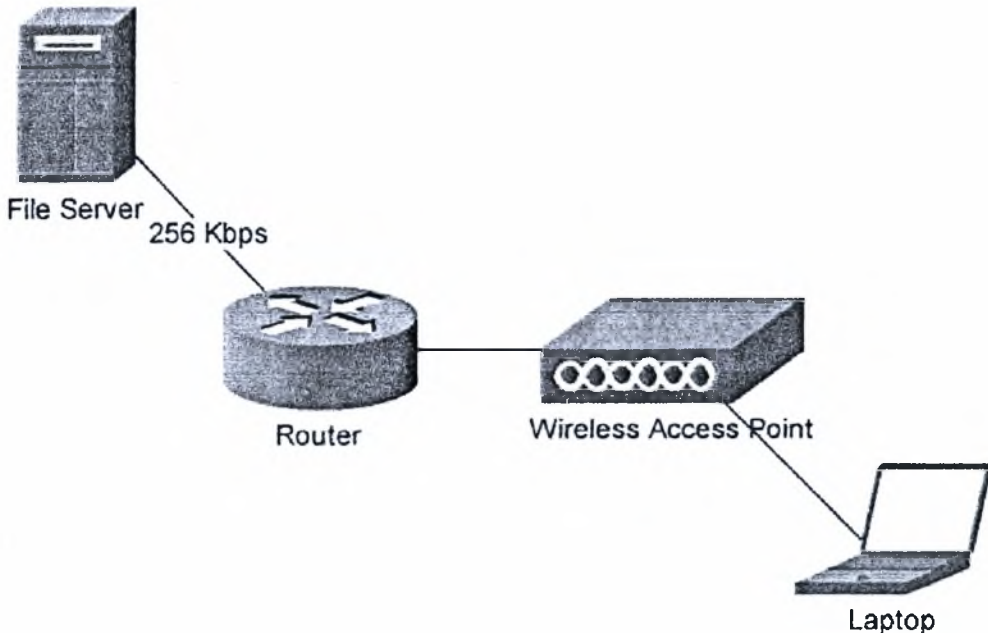
Το πείραμα που επιθυμούμε να επεξεργαστούμε είναι η μεταφορά ενός αρχείου από έναν κινητό αποστολέα σε κάποιον σταθερό κόμβο - παραλήπτη καθώς ο αποστολέας μετακινείται και βρίσκεται περιοδικά εντός και εκτός του ασύρματου δικτύου κατά τη διάρκεια της αποστολής. Πρέπει να αναφερθεί ότι δεν εξετάστηκε η επίδραση της ταχύτητας του κίνησης του κόμβου αλλά μόνο ο χρόνος παραμονής του στο δίκτυο. Ειδικότερα ο κόμβος βρίσκεται σε δύο καταστάσεις: είτε μέσα είτε έξω από το ασύρματο δίκτυο και θεωρείται ακίνητος κατά της διάρκεια παραμονής του εντός του δικτύου. Σχηματικά αυτό μπορεί να παρασταθεί στο σχ. 4.1.



Σχήμα 4.1: Σενάριο μελέτης

Για να μελετηθεί η περίπτωση χρησιμοποιήθηκε η δικτυακή διάταξη που φαίνεται στο σχ. 4.2.

Επιπλέον των σεναρίων σε σχέση με το χρόνο παραμονής δημιουργήθηκαν δύο ακόμα κλάσεις των μετρήσεων ανάλογα με τη συμπεριφορά του αποστολέα κατά την αποσύνδεση, δηλαδή στη μία κλάση μετρήσεων των σεναρίων ο αποστολέας αντιλαμβάνεται την αποσύνδεση



Σχήμα 4.2: Διάταξη μετρήσεων

και σταματά την άσκοπη αποστολή δεδομένων αντίθετα στη δεύτερη δεν αντιλαμβάνεται την αποσύνδεση.

Το μέγεθος του αρχείου που επιλέχθηκε για τη μεταφορά είναι 1,316,862 bytes. Αυτό έγινε ώστε η μεταφορά του αρχείου χρονικά να υπερβαίνει τις περιόδους αποσύνδεσης και επανασύνδεσης για να είναι η δυνατή η αποκομιδή αρκετών πειραματικών δεδομένων για ανάλυση και εξαγωγή συμπερασμάτων, το οποίο και συμβαίνει αφού αν διαιρέσουμε το μέγεθος του αρχείου με το μέγιστο εύρο ζώνης του upload όπως φαίνεται στο σχ. 4.2 έχουμε ιδανικά λίγο πάνω από 40 δευτερόλεπτα για τη μεταφορά του αρχείου. Η μεγαλύτερη περίοδος όπως φαίνεται από τα σενάρια πειράματος παρακάτω είναι 20 δευτερόλεπτα.

Επίσης το Maximum Transfer Unit (MTU) είναι ίσο με 1500 bytes. Για αποφυγή κατακερματισμού (fragmentation) στο επίπεδο IP που θα μπορούσε να εισάγει επιπλέον καθυστέρηση που δεν ενδιέφερε τη μέτρηση δεν έπρεπε να ξεπεραστεί το όριο του MTU στο μέγεθος κάθε πακέτου. Στο TCP αυτό γίνεται αυτόματα μέσω του μηχανισμού ανίχνευσης του μικρότερου MTU πάνω στο μονοπάτι από τον αποστολέα στον παραλήπτη το οποίο όπως διαπιστώθηκε είναι 1500 bytes. Στο UDP φροντίστηκε να μην ξεπεραστεί αυτό το όριο. Η μελέτη της επίδρασης της χρησιμοποίησης του MTU θα μπορούσε να είναι το θέμα μιας άλλης εργασίας.

4.2 Πραγματικό σύστημα

Σχετικά με την τοπολογία για το πραγματικό σύστημα που ανταποκρίνεται στη διάταξη του σχ. 4.2 έχουμε τα εξής δικτυακά στοιχεία:

- DLink DWL G122 USB Wireless Card, ο προσαρμογέας ασύρματου δικτύου, βρίσκεται στον ασύρματο κόμβου και λειτουργεί στο πρωτόκολλο IEEE 802.11b

- DLink DWL-2000AP+ Access Point, ο σταθμός ασύρματης πρόσβασης σε πρωτόκολλο 802.11b και με θεμενίο το Short Preamble για μεγιστοποίηση του εύρους ζώνης
- Alcatel Speedtouch 518i, ο δρομολογητής που είναι η πύλη του ασύρματου κόμβου μέσω του σταθμού ασύρματης πρόσβασης στο ενσύρματο δίκτυο και κατ' επέκταση στον παραλήπτη - σταθερό κόμβο

Για τα χαρακτηριστικά της σύνδεσης, στο πραγματικό σύστημα χρησιμοποιώντας το εργαλείο *iperf* (<http://dast.nlanr.net/Projects/Iperf/>) μετρήθηκε ότι:

- Το Round Trip Time (*RTT*) μεταξύ του αποστολέα - σταθερού κόμβου και του παραλήπτη - σταθερού κόμβου κυμαίνονταν γύρω στα 40 ms
- Η πιθανότητα απώλειας κυμαίνονταν κοντά στο 7% όταν είχαμε μετάδοση στο πλήρες εύρος ζώνης δηλαδή 256 Kbps

4.3 Εξομοιωμένο σύστημα

Για το εξομοιωμένο σύστημα χρησιμοποιήθηκαν τα εξής εργαλεία:

- Gentoo User Mode Linux (*UML*) Kernel, δημιουργούνται τρεις ιδεατοί κόμβοι που αντιπροσωπεύουν τον κινητό κόμβο, την πύλη δικτύου και το σταθερό κόμβο
- Network Simulator (*NS*) v2.29, επεκταμένου με τις προσθήκες για ασύρματη εξομείωση [2],[3]. Με το NS δημιουργείται η υποδομή του δικτύου όπως φαίνεται στο σχ. 4.2 που συνδέει τους UML κόμβους

Για τις μετρήσεις στο εξομοιωμένο σύστημα τα χαρακτηριστικά του δικτύου που παραμετροποιήθηκαν είναι:

- Το RTT μεταξύ κινητού και σταθερού κόμβου τέθηκε στις τιμές 40 ms, 80 ms και 120 ms
- Η πιθανότητα απώλειας στο ενσύρματο δίκτυο, εφ' όσον η πιθανότητα απώλειας στο ασύρματο μοντελοποιείται από το NS, στις τιμές 2.5% και 5%

4.4 Εντοπισμός σύνδεσης / αποσύνδεσης

Σ' εκείνες τις μετρήσεις που είναι επιθυμητή η ανίχνευση της αποσύνδεσης και επανασύνδεσης στο ασύρματο δίκτυο, ο ασύρματος κόμβος στέλνει ανά 500 ms ένα ICMP_REQUEST στην πύλη του δικτύου ώστε ανάλογα με την παραλαβή ή όχι του ICMP_REPLY να γνωρίζει εάν βρίσκεται εντός του δικτύου.

Για το πραγματικό σύστημα για τη διαχείριση συνδέσεων και αποσυνδέσεων χρησιμοποιήθηκε το εργαλείο *netfilter* (<http://www.netfilter.org/>) το οποίο δίνει τη δυνατότητα δήλωσης διευθύνσεων IP ως απρόσιτες (*unreachable*). Επομένως στις κατάλληλες χρονικές στιγμές των σεναρίων οι IP διευθύνσεις της πύλης και του παραλήπτη - σταθερού κόμβου μετατρέπονταν σε απρόσιτες επιτρέποντας έτσι την ανίχνευση συνδεσιμότητας. Για το εξομοιωμένο σύστημα το NS δίνει τη δυνατότητα ιδεατής κίνησης κάποιου κόμβου κατά τη δημιουργία του δικτύου η οποία και χρησιμοποιήθηκε για να τοποθετηθεί ο ιδεατός ασύρματος κόμβος εντός ή εκτός δικτύου σύμφωνα με τα προς εξέταση σεναρία.

Όταν υπάρχει ανίχνευση αποσύνδεσης για το μεν πρόγραμμα μεταφοράς πάνω από TCP ανοίγεται μια καινούρια σύνδεση TCP και συνεχίζεται η μεταφορά του αρχείου όταν συμβεί η επανασύνδεση ώστε να μην ενεργοποιηθούν τα εσωτερικά συμβάντα λήξης χρόνου τα οποία μελετώνται στην περίπτωση της μη ανίχνευσης αποσύνδεσης. Για το δε πρόγραμμα μεταφοράς πάνω από UDP διακόπτεται η αποστολή δεδομένων και συνεχίζει έπειτα στην επανασύνδεση.

Ένα πρόβλημα που παρουσιάστηκε κατά τη διάρκεια των πειραματικών μετρήσεων ήταν ότι στο σενάριο 3 όπως παρουσιάζεται στον πίνακα 4.1 είχαμε μερική ανίχνευση της αποσύνδεσης λόγω του μικρού χρόνου παραμονής εκτός δικτύου. Κι αυτό γιατί έως την ανίχνευση της αποσύνδεσης από τα ICMP πακέτα ήταν δυνατό να βρεθεί ο ασύρματος κόμβος εντός δικτύου οπότε και συνέχιζε κανονικά την αποστολή δεδομένων. Η καθυστέρηση στην ανίχνευση οφειλόνταν είτε σε τυχαίες καθυστερήσεις του δικτύου είτε σε άλλες τυχαίες καθυστερήσεις που ανακύπτουν στο λειτουργικό λόγω των στενών χρονικών περιθωρίων της αποσύνδεσης. Η λύση που προτάθηκε και εφαρμόστηκε ήταν η μεταβολή του χρόνου παραμονής εκτός δικτύου σε μεγαλύτερη τιμή η οποία είναι ανιχνεύσιμη (π.χ. 4 δευτερόλεπτα) και η μέτρηση των περιόδων λειτουργίας βάσει των οποίων μπορεί να εξαχθεί το σενάριο 3 αφού όπως παρατηρήθηκε ο καθοριστικός παράγοντας στις μετρήσεις όπου υπάρχει ανίχνευση αποσύνδεσης είναι ο χρόνος παραμονής εντός δικτύου ενώ ο χρόνος παραμονής εκτός είναι δηλωτικός της αποσύνδεσης και μπορεί να τεθεί σε οποδήποτε τιμή που να είναι ανιχνεύσιμη από το σχήμα των ICMP_REQUESTs. Έπειτα με μέτρηση των περιόδων λειτουργίας μπορούν να κατασκευαστούν όλα τα διαφορετικά σενάρια γι' αυτό το χρόνο παραμονής εντός δικτύου.

4.5 Σενάρια κινητικότητας

Στις περιπτώσεις που μελετήθηκαν ο κινητός κόμβος αποσυνδέοταν και επανασυνδέοταν στο ασύρματο δίκτυο περιοδικά. Στον πίνακα 4.1 παρουσιάζονται τα διαφορετικά σενάρια που μελετήθηκαν σε σχέση με το χρόνο παραμονής εντός και εκτός δικτύου του κινητού κόμβου:

Σενάριο	Χρόνος Εντός Δικτύου (sec)	Χρόνος Εκτός Δικτύου (sec)
1	2	8
2	5	5
3	8	2
4	4	16
5	10	10
6	16	4

Πίνακας 4.1: Σενάρια πειράματος

4.6 Σύνοψη

Για να συνοψίσουμε ό,τι έχει γραφεί ως τώρα, η κύρια παράμετρος των πειραμάτων αναφέρεται στα σενάρια κινητικότητας που παρουσιάστηκαν στο παραπάνω υποκεφαλαίο. Έπειτα έγιναν μετρήσεις τόσο σε πραγματικό σύστημα όσο και στο εξομοιωμένο. Στο εξομοιωμένο σύστημα παραμετροποιήθηκαν το *RTT* μεταξύ του σταθερού και κινητού κόμβου στις τιμές 40, 80, 120 ms, όπως και ο πιθανότητα απώλειας στο ενσύρματο κανάλι στις τιμές 2.5% και 5%. Στο επόμενο κεφάλαιο θα γίνει εκτενής ανάλυση των μετρήσεων και των αποτελεσμάτων.

Κεφάλαιο 5

Μετρήσεις

5.1 Μεγέθη και τρόπος παρουσίασης των μετρήσεων

Η μετρούμενη ποσότητα η οποία χρησιμοποιείται στην ανάλυση των αποτελεσμάτων είναι ο ρυθμός μετάδοσης (*Perceived Throughput*) που επιτυγχάνεται για τη μετάδοση του αρχείου κατά τη διάρκεια της συνόδου.

$$\text{Perceived Throughput} = \frac{1,316,862 \text{ bytes}}{\text{Total Transfer Time sec}} \quad (5.1)$$

Με βάση αυτή τη μέτρηση εξάγεται ο πραγματικός ρυθμός μετάδοσης (*Actual Throughput*) που αναφέρεται στο ρυθμό μετάδοσης κατά τη διάρκεια που ο ασύρματος κόμβος βρίσκεται εντός του δικτύου.

$$\text{Actual Throughput} = \frac{\text{Perceived Throughput} \times \text{Period}}{\text{In Time}} \quad (5.2)$$

Επιπρόσθετα για τη σύγκριση των επιδόσεων μεταξύ UDP και TCP υπολογίζεται η χρονοβελτίωση (*Speedup*) μεταξύ των δύο πρωτοκόλλων.

$$\text{Speedup} = \left(\frac{\text{UDP Throughput}}{\text{TCP Throughput}} - 1 \right) \times 100\% \quad (5.3)$$

Ακόμα στους πίνακες και τις γραφικές παραστάσεις έχει προστεθεί και το θεωρητικό μέγιστο στο ρυθμό μετάδοσης (*Max*) που αναφέρεται στην πλήρη χρήση της χωρητικότητας της ζεύξης.

Για την παρουσίαση των αποτελεσμάτων είναι απαραίτητο να οριστεί μια σημειολογία που αναφέρεται στις συντομογραφίες που χρησιμοποιούνται στην παρουσίαση των αποτελεσμάτων. Το πραγματικό σύστημα σημειώνεται με τη συντομογραφία *RW* (Real World), η εξομοίωση ως *EM* (Emulation) και επίσης στην εξομοίωση σημειώνονται πρώτο το *RTT* μεταξύ του αποστολέα - κινητού κόμβου και του παραλήπτη - σταθερού κόμβου και η πιθανότητα απώλειας στην ενσύρματη ζεύξη. Τέλος η ανίχνευση αποσύνδεσης σημειώνεται ως *DD* (Disconnection Detection) και η μη ανίχνευση ως *NDD* (Non Disconnection Detection).

Τα αποτελέσματα που παρουσιάζονται είναι οι μέσοι όροι που έχουν υπολογιστεί μετά από δέκα πειράματα για κάθε σενάριο. Αυτό έγινε για να ελαχιστοποιηθεί ο θόρυβος των μετρήσεων και τυχαία γεγονότα που θα μπορούσαν να επιδράσουν. Αναπόφευκτα όμως λόγω της χρήσης δημόσιου δικτύου για το πραγματικό σύστημα ή εγνωσμένες ατέλειες στη λειτουργία

του εξομοιωτή NS εισάγουν παράδοξα αποτελέσματα. Ωστόσο αυτά ελαχιστοποιήθηκαν με την προσεκτική επιλογή των μετρήσεων και της διαδικασίας που ακολουθήθηκε με αποτέλεσμα να είναι δυνατή η εξαγωγή συμπερασμάτων από τη διαμόρφωση των τάσεων που κυριαρχούν.

Στους πίνακες 5.1 και 5.2 βρίσκονται τα συγκεντρωτικά αποτελέσματα για όλα τα σενάρια σε πραγματικό και εξομοιωμένο σύστημα για όλες τις διαφορετικές παραμέτρους. Στον πίνακα 5.1 είναι το Perceived Throughput όπως μετρήθηκε και σύμφωνα με τον τύπο 5.1.

Επιπρόσθετα, τα αποτελέσματα των μετρήσεων παρουσιάζονται γραφικά ανά κατηγορία μέτρησης και στο σχ. 5.1. Πρέπει να αναφερθεί ότι για το TCP όπως φαίνεται στους πίνακες και στα σχήματα ορισμένα πεδία έχουν την τιμή *N/A* (Not Available). Αυτή η ένδειξη επιλέχθηκε λόγω της μεγάλης καθυστέρησης στη μεταφορά του αρχείου που καθιστούσε ασύμφορο την αναμονή για το τέλος της μεταφοράς. Δεδομένου ότι δεν μπορεί να αποδειχθεί ότι θα είναι άπειρος ο χρόνος μεταφοράς του αρχείου, δηλαδή δεν τελειώνει ποτέ η μεταφορά και άρα ο ρυθμός μετάδοσης είναι 0, η ένδειξη αυτή θεωρήθηκε η καταλληλότερη. Για τις γραφικές παραστάσεις αντιθέτως επιλέχθηκε καταχρηστικά ο αριθμός 0 για καλύτερο οπτικό αποτέλεσμα. Επίσης οι γραφικές παραστάσεις στον άξονα των τετημημένων έχουν το σενάριο για το οποίο στον άξονα τεταγμένων βρίσκεται η τιμή του ρυθμού μετάδοσης στη συγκεκριμένη μέτρηση π.χ. EM 40 2.5% DD, δηλ. εξομοιωμένο σύστημα με RTT 40 ms, Loss rate 2.5% και ανίχνευση αποσύνδεσης.

Από απλή επισκόπηση των γραφικών παραστάσεων και αντιπαράσταση των τιμών στους πίνακες είναι μπορούν ορισμένα χρήσιμα συμπεράσματα για τη σύγκριση του UDP έναντι του TCP. Τόσο στο πραγματικό σύστημα όσο και στο εξομοιωμένο στα σενάρια που έχουμε χρόνο αποσύνδεσης μεγαλύτερο ή ίσο προς το μισό της περιόδου, δηλ. 2/8, 5/5, 4/16, 10/10 είναι εμφανές ότι το UDP υπερτερεί του TCP βλέποντας τη χαρακτηριστική του UDP σε όλες τις μετρήσεις. Στα υπόλοιπα σενάρια, 8/2 και 16/4, το TCP έχει ρυθμό μετάδοσης λίγο μεγαλύτερο ή περίπου ίσο με το UDP κάτι που είναι αναμενόμενο λόγω της μεγάλης χρονικής διάρκειας συνδεσιμότητας που αντιπροσωπεύουν αυτά τα σενάρια. Ακόμη, βλέπουμε ότι στα πρώτα σενάρια όταν δεν υπάρχει ανίχνευση αποσύνδεσης ο ρυθμός μετάδοσης του UDP μειώνεται αφού δεν αξιοποιείται πλήρως το πρωτόκολλο με τα ACK_NOW πακέτα αλλά ολοκληρώνει τη μεταφορά του αρχείου, αντίθετα το TCP σ' εκείνα τα σενάρια καθυστερεί πάρα πολύ αφού ο διπλασιασμός του RTO του συνεχώς μεταθέτει την αποστολή δεδομένων σε επόμενες χρονικές στιγμές όπου για να γίνει η μεταφορά θα πρέπει να βρίσκονται σε κάποιο παράθυρο του σενάρια όπου ο ασύρματος κόμβος θα είναι εντός δικτύου. Στα σενάρια που έχουμε υψηλή συνδεσιμότητα το TCP τελειώνει σε εύλογο χρόνο τη μεταφορά με ρυθμό μετάδοσης λίγο μικρότερο από τον αντίστοιχο του UDP.

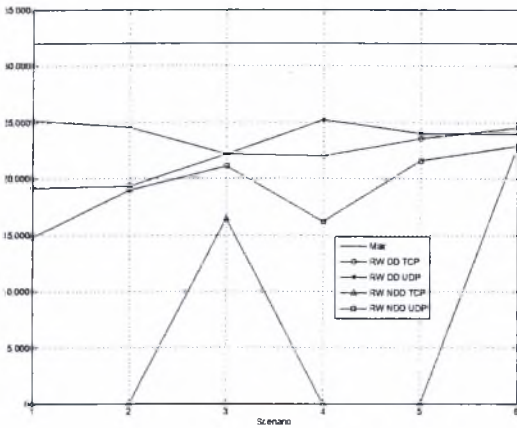
Επιλέχθηκε να μελετηθούν πρώτα τα ποιοτικά χαρακτηριστικά των μετρήσεων τα οποία και θα αναλυθούν στα αμέσως επόμενα υποκεφάλαια. Στο τελευταίο υποκεφάλαιο θα μελετηθεί το πιο ενδιαφέρον ποσοτικά μέγεθος των μετρήσεων που δεν είναι άλλο από τη χρονοβελτίωση.

Perceived Throughput (bytes/sec)	Σενάριο 1						Σενάριο 2						Σενάριο 3						Σενάριο 4						Σενάριο 5						Σενάριο 6					
	2 - 8			5 - 5			8 - 2			4 - 16			10 - 10			16 - 4																				
	Max	UDP	TCP	Max	UDP	TCP	Max	UDP	TCP	Max	UDP	TCP	Max	UDP	TCP	Max	UDP	TCP	Max	UDP	TCP	Max	UDP	TCP	Max	UDP	TCP									
RW DD	6400.3	5027.46	3834.84	16000.75	12271.15	9673.48	25599.96	17722.05	17756.11	6400.3	5039.70	4406.87	16000.75	12020.15	11769.68	25599.96	19178.93	19636.22																		
RW NDD	6400.3	2955.26	N/A	16000.75	9496.79	N/A	25599.96	16891.02	13150.13	6400.3	3236.47	N/A	16000.75	10798.74	N/A	25599.96	18339.90	18402.08																		
EM 40	6400.3	6124.09	5543.2	16000.75	15149.33	13730.6	25599.96	21871.48	21506.4	6400.3	5871.58	5477.2	16000.75	14564.74	13604.09	25599.96	20723.44	21362.08																		
2.5% DD																																				
EM 40	6400.3	3854.91	N/A	16000.75	10722.65	N/A	25599.96	19324.87	18881.96	6400.3	5018.66	N/A	16000.75	13019.07	N/A	25599.96	19186.88	21328.22																		
2.5% NDD																																				
EM 80	6400.3	6247.31	5464.98	16000.75	15026.93	13461.85	25599.96	19563.74	20510.20	6400.3	5840.88	5507.41	16000.75	13873.82	12934.78	25599.96	20331.60	21774.36																		
2.5% DD																																				
EM 80	6400.3	3819.48	N/A	16000.75	10511.51	N/A	25599.96	19280.73	18812.94	6400.3	4985.97	N/A	16000.75	12294.72	N/A	25599.96	19314.14	20860.64																		
2.5% NDD																																				
EM 120	6400.3	6254.29	4984.24	16000.75	14645.04	12579.03	25599.96	21324.18	19536.21	6400.3	5839.26	5219.44	16000.75	13344.55	12859.57	25599.96	20436.45	21802.79																		
2.5% DD																																				
EM 120	6400.3	3853.12	N/A	16000.75	10217.30	N/A	25599.96	17945.36	18168.04	6400.3	4987.30	N/A	16000.75	12318.90	N/A	25599.96	19935.77	17752.77																		
2.5% NDD																																				
EM 40	6400.3	5606.89	4579.37	16000.75	14629.07	11311.70	25599.96	21617.07	18647.33	6400.3	5783.50	4740.37	16000.75	13631.93	12180.83	25599.96	20331.98	21381.03																		
5% DD																																				
EM 40	6400.3	3783.15	N/A	16000.75	10997.75	N/A	25599.96	18896.99	17448.70	6400.3	5038.37	N/A	16000.75	12124.66	N/A	25599.96	20052.68	18940.63																		
5% NDD																																				
EM 80	6400.3	5736.69	4159.88	16000.75	14484.19	10801.10	25599.96	21198.94	18998.80	6400.3	5840.88	4377.55	16000.75	12885.17	12183.50	25599.96	20331.60	20268.19																		
DD																																				
EM 80	6400.3	3776.22	N/A	16000.75	10614.50	N/A	25599.96	18907.96	17805.07	6400.3	4985.97	N/A	16000.75	12294.72	N/A	25599.96	19314.15	17956.80																		
5% NDD																																				
EM 120	6400.3	5692.05	3972.60	16000.75	13758.7	10673.33	25599.96	20485.08	16658.07	6400.3	5328.20	4105.58	16000.75	12839.33	10867.99	25599.96	20450.73	19201.04																		
5% DD																																				
EM 120	6400.3	3794.54	N/A	16000.75	10115.24	N/A	25599.96	18295.59	15422.59	6400.3	4841.78	N/A	16000.75	12437.06	N/A	25599.96	19478.06	14598.95																		
5% NDD																																				

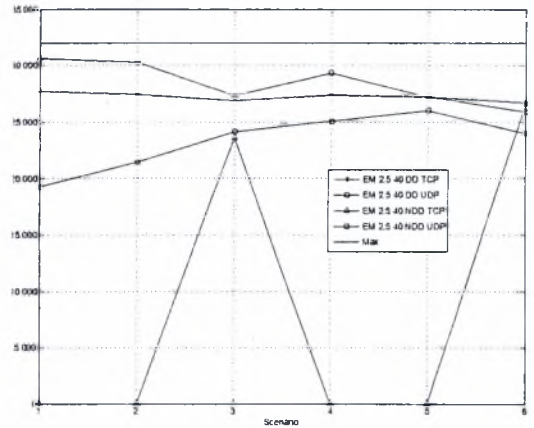
Πίνακας 5.1: Συγκριτικές μετρήσεις - Perceived Throughput

Actual Throughput (bytes/sec)	Σενάριο 1			Σενάριο 2			Σενάριο 3			Σενάριο 4			Σενάριο 5			Σενάριο 6			
	2 - 8			5 - 5			8 - 2			4 - 16			10 - 10			16 - 4			
	Max	UDP	TCP	Max	UDP	TCP	Max	UDP	TCP	Max	UDP	TCP	Max	UDP	TCP	Max	UDP	TCP	
RW DD	32000	25137.3	19174.2	32000	24542.3	19346.96	32000	22152.56	22195.14	32000	25198.5	22034.35	32000	24040.3	23539.36	32000	23073.66	24545.28	
RW NDD	32000	14776.3	N/A	32000	18993.58	N/A	32000	21113.78	16437.66	32000	16182.35	N/A	32000	21597.48	N/A	32000	22924.88	23002.6	
EM 40	32000	30620.45	27716	32000	30298.66	27461.2	32000	27339.35	26883	32000	29357.9	27386	32000	29129.48	27208.18	32000	25904.3	26702.6	
2.5% DD																			
EM 40	32000	19274.55	N/A	32000	21445.3	N/A	32000	24156.09	23602.45	32000	25093.3	N/A	32000	26038.14	N/A	32000	23983.6	26660.28	
2.5% NDD																			
EM 80	32000	31236.55	27324.9	32000	30053.86	26923.7	32000	24454.68	25637.75	32000	29204.4	27537.05	32000	27747.64	25849.56	32000	25414.5	27217.95	
2.5% DD																			
EM 80	32000	19097.4	N/A	32000	21023.02	N/A	32000	24100.91	23516.18	32000	24929.85	N/A	32000	24589.44	N/A	32000	24142.68	26075.8	
2.5% NDD																			
EM 120	32000	31271.45	24921.2	32000	29290.08	25158.06	32000	26655.23	24420.26	32000	29196.3	26097.2	32000	26689.1	25719.14	32000	25545.56	26003.49	
2.5% DD																			
EM 120	32000	19265.6	N/A	32000	20434.6	N/A	32000	22431.7	22710.05	32000	24936.5	N/A	32000	24637.8	N/A	32000	24919.71	22190.96	
2.5% NDD																			
EM 40	32000	28034.45	22896.85	32000	29258.14	22623.4	32000	27021.34	23309.16	32000	28917.5	23701.85	32000	27263.86	24361.66	32000	25414.98	26726.29	
5% DD																			
EM 40	32000	18915.75	N/A	32000	21995.5	N/A	32000	23621.24	21810.88	32000	25191.85	N/A	32000	24249.32	N/A	32000	25065.85	23675.79	
5% NDD																			
EM 80	32000	28683.45	20799.4	32000	28968.38	21602.2	32000	26498.68	23748.5	32000	29204.4	21887.75	32000	25770.34	24367	32000	25414.5	25535.24	
5% DD																			
EM 80	32000	18881.1	N/A	32000	21229	N/A	32000	23634.95	22256.34	32000	24929.85	N/A	32000	24589.44	N/A	32000	24142.69	22446	
5% NDD																			
EM 120	32000	28460.25	19863	32000	27517.4	21346.66	32000	25606.35	20822.59	32000	26641	20527.9	32000	25678.66	21735.98	32000	25563.41	24001.3	
5% DD																			
EM 120	32000	18972.7	N/A	32000	20230.48	N/A	32000	22869.49	19278.24	32000	24208.9	N/A	32000	24874.12	N/A	32000	24347.58	18248.69	
5% NDD																			

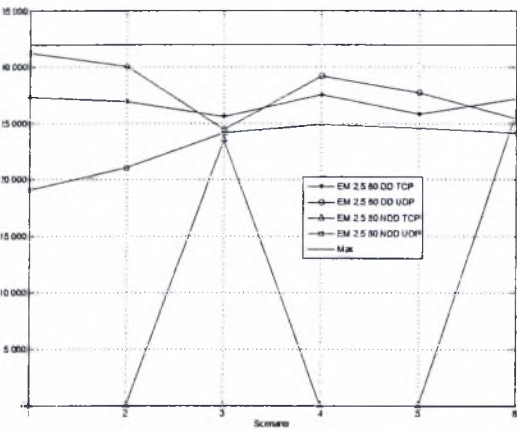
Πίνακας 5.2: Συγκριτικές μετρήσεις - Actual Throughput



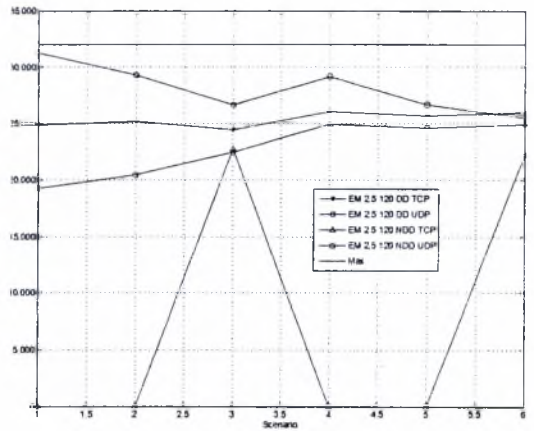
(a) Πραγματικό σύστημα



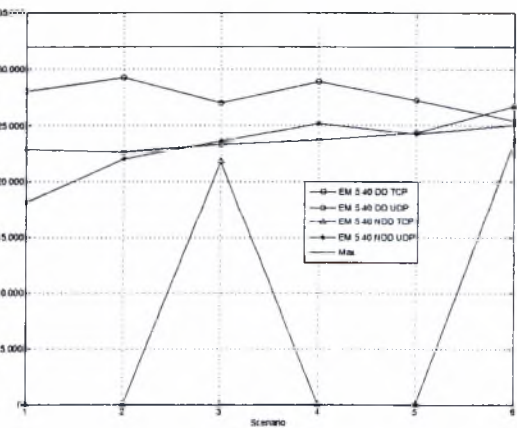
(b) Εξομοίωση Loss 2.5% RTT 40 ms



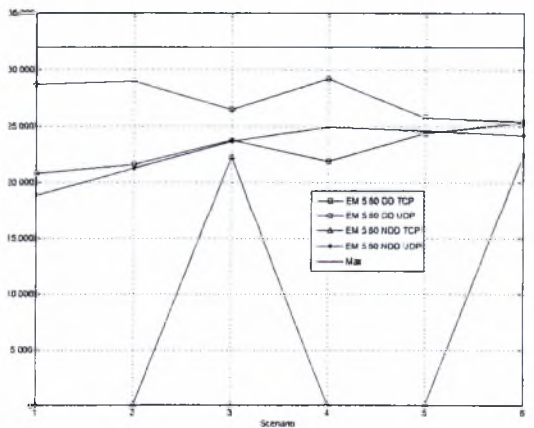
(c) Εξομοίωση Loss 2.5% RTT 80 ms



(d) Εξομοίωση Loss 2.5% RTT 120 ms

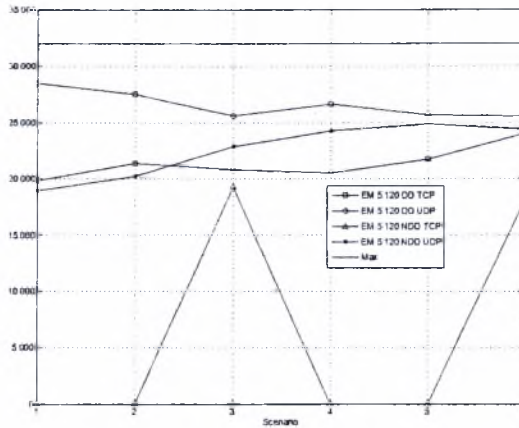


(e) Εξομοίωση Loss 5% RTT 40 ms



(f) Εξομοίωση Loss 5% RTT 80 ms

Σχήμα 5.1: Γραφικές παραστάσεις των μετρήσεων



(g) Εξομοίωση Loss 5% RTT 120 ms

Σχήμα 5.1: Γραφικές παραστάσεις των μετρήσεων (συν.)

5.2 Σύγκριση πραγματικού και εξομοιωμένου συστήματος

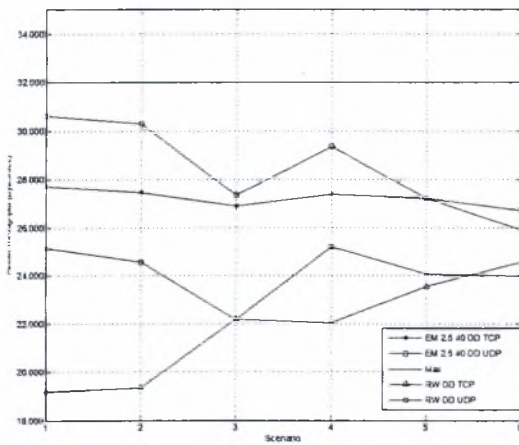
Στο σχ. 5.2 παρουσιάζονται στα τέσσερα υπογραφήματα οι χαρακτηριστικές του πραγματικού συστήματος σε συνδυασμό με τις γραφικές που προέκυψαν στο εξομοιωμένο σύστημα οι οποίες αναφέρονται σε δίκτυο με το ίδιο RTT (40 ms) όπου στη μία περίπτωση έχουμε ποσοστό λαθών 2.5% και στην άλλη 5%. Στα σχ. 5.2(a) και 5.2(b) συγκρίνουμε το πραγματικό σύστημα με το εξομοιωμένο με πιθανότητα απώλειας 2.5%, αριστερά είναι το υπογράφημα όπου έχουμε ανίχνευση αποσύνδεσης και δεξιά αυτό χωρίς ανίχνευση αποσύνδεσης. Αντίστοιχα για το εξομοιωμένο σύστημα με πιθανότητα απώλειας 5%, η σύγκριση γίνεται στα υπογραφήματα 5.2(c), 5.2(d).

Όπως φαίνεται από τις γραφικές η εξομοίωση που αναφέρεται πιο πιστά στο πραγματικό σύστημα είναι αυτή με πιθανότητα απώλειας 5%. Και στα δύο εξομοιωμένα συστήματα ο ρυθμός μετάδοσης είναι μεγαλύτερος από τον αντίστοιχο του πραγματικού δικτύου τόσο για το TCP όσο και για το UDP με τη διαφορά να είναι αρκετά μικρότερη σε σχέση με το πραγματικό σύστημα για την εξομοίωση λάθους 5%. Ωστόσο, η χρήση της εξομοίωσης με πιθανότητα απώλειας 2.5% είναι σκόπιμη για τη μελέτη της επίδρασης της πιθανότητας απώλειας στη συγκομιδή των μετρήσεων.

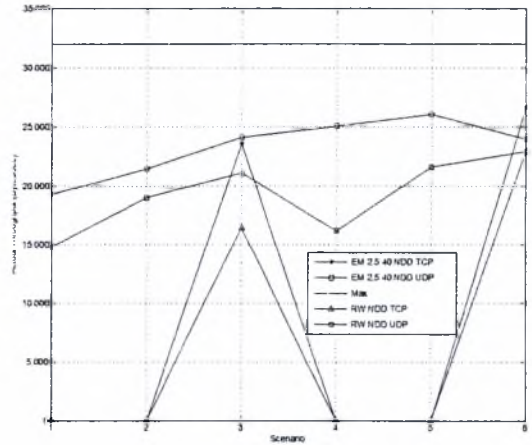
Τα ποιοτικά χαρακτηριστικά της υπεροχής του UDP στα σενάρια της χαμηλής και μεσαίας συνδεσιμότητας καθώς και στα πειράματα χωρίς ανίχνευση αποσύνδεσης όπως και τα αντίστοιχα συμπεράσματα για το TCP που εξάχθηκαν στο προηγούμενο υποκεφάλαιο διατηρούνται. Έτσι η σύγκριση αυτή επιβεβαιώνει ότι πράγματι μπορούμε να έχουμε μια πιστή απεικόνιση της πραγματικότητας στο εξομοιωμένο σύστημα που μας επιτρέπει να βγάλουμε χρήσιμα συμπεράσματα στη συνέχεια.

5.3 Σύγκριση σε εξομοιωμένο σύστημα ως προς RTT

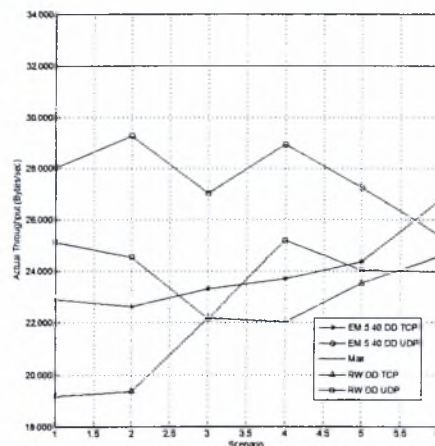
Στο σχ. 5.3 συγκρίνουμε τις χαρακτηριστικές όλων των εξομοιώσεων ως προς το RTT στις τρεις διαφορετικές τιμές που μετρήθηκαν, δηλαδή 40, 80 και 120 ms. Στα υπογραφήματα 5.3(a), 5.3(b), 5.3(c), 5.3(d) συγκρίνουμε την επίδραση του RTT στις εξομοιώσεις με πιθανότητα απώλειας 2.5% ενώ αντίστοιχα στα 5.3(e), 5.3(f), 5.3(g), 5.3(h) για τις εξομοιώσεις με



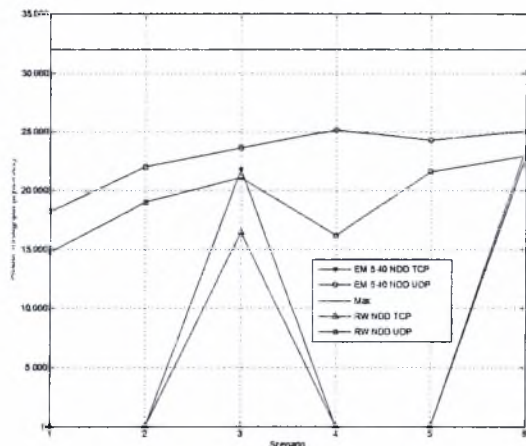
(a) RW vs. EM 2.5% 40ms DD



(b) RW vs. EM 2.5% 40ms NDD



(c) RW vs. EM 5% 40ms DD



(d) RW vs. EM 5% 40ms NDD

Σχήμα 5.2: Σύγκριση πραγματικού συστήματος με το εξομοιωμένο σύστημα

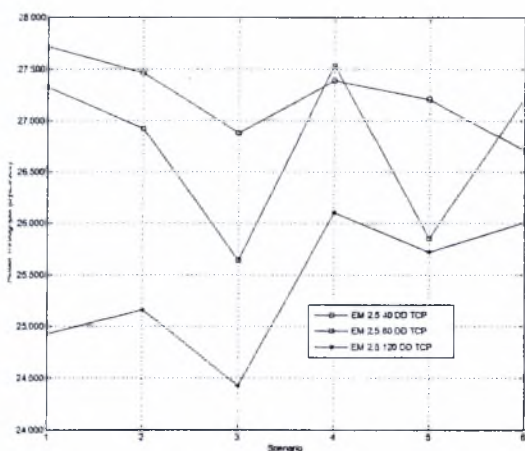
πιθανότητα απώλειας 5%.

Όπως φαίνεται και στα τέσσερα υπογραφήματα ο ρυθμός μετάδοσης ακολουθεί πτωτική τάση καθώς το RTT μεταξύ του αποστολέα - κινητού κόμβου και του παραλήπτη - σταθερού κόμβου αυξάνεται. Το αποτέλεσμα είναι αναμενόμενο καθώς εισάγεται μεγαλύτερη καθυστέρηση στην αποστολή και λήψη μηνυμάτων. Ακόμα εξετάζοντας τα υπογραφήματα κατά πρωτόκολλο φαίνεται ότι η επίδραση του RTT είναι πιο αισθητή στο TCP καθώς επηρεάζει επιπρόσθετα τη λειτουργία της τριπλής χειραψίας και του υπολογισμού του RTO.

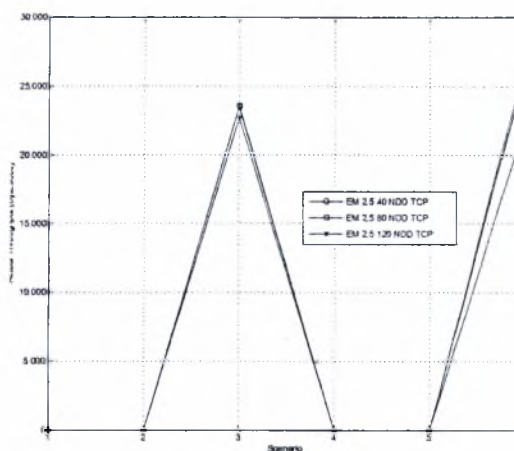
Η τάση όπως περιγράφηκε διατηρείται και στις δύο εξομοιώσεις με πιθανότητες λάθους 2.5% και 5%.

5.4 Σύγκριση σε εξομοιωμένο σύστημα ως προς την απώλεια πακέτων

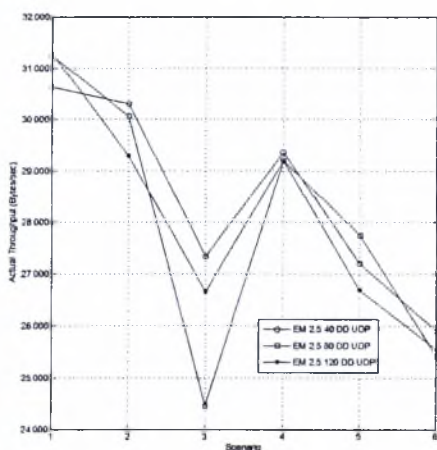
Στο σχ. 5.4 φαίνονται οι χαρακτηριστικές του ρυθμού μετάδοσης των εξομοιωμένων δικτύων συγκρινόμενες ως προς την πιθανότητα απώλειας. Στα υπογραφήματα 5.4(a), 5.4(b) συγκρί-



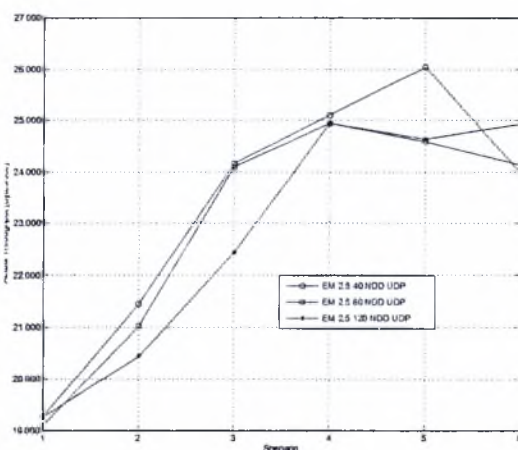
(a) Loss 2.5% TCP με Ανίχνευση Αποσύνδεσης



(b) Loss 2.5% TCP χωρίς Ανίχνευση Αποσύνδεσης



(c) Loss 2.5% UDP με Ανίχνευση Αποσύνδεσης

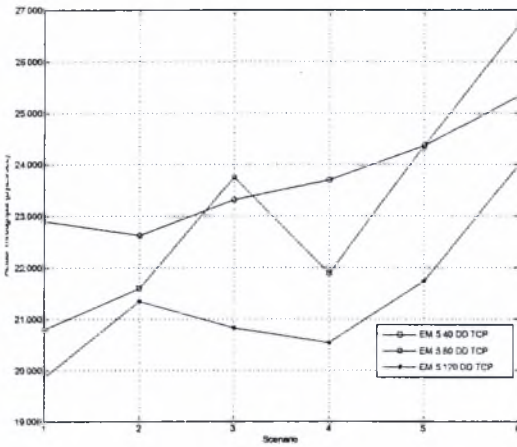


(d) Loss 2.5% UDP χωρίς Ανίχνευση Αποσύνδεσης

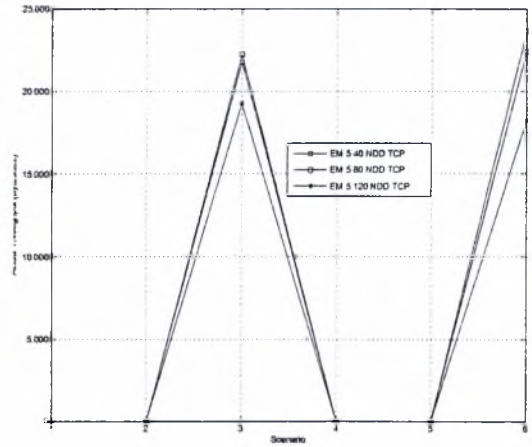
Σχήμα 5.3: Σύγκριση εξομοιωμένου συστήματος ως προς το RTT

νομε την απόδοση του TCP και UDP για RTT 40 ms και διαφορετικές πιθανότητες λάθους 2.5% και 5%. Στα υπογραφήματα 5.4(c), 5.4(d) και 5.4(e), 5.4(f) γίνεται η σύγκριση για RTT 80 και 120 ms αντίστοιχα.

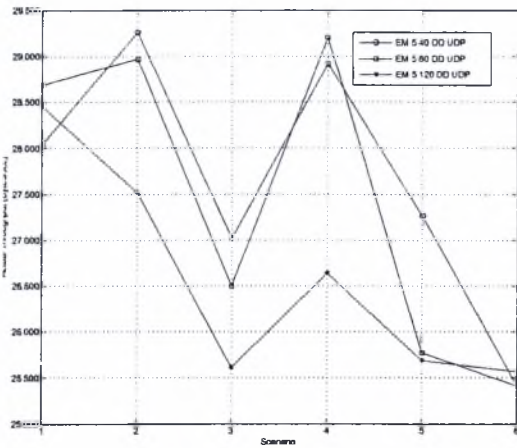
Όπως είναι φανερό με αύξηση της πιθανότητας απώλειας έχουμε τάση μείωσης του ρυθμού μετάδοσης και για τα δύο πρωτόκολλα. Κάτι το αναμενόμενο αφού αυξάνεται η πιθανότητα να έχουμε απώλεια μηνυμάτων. Χαρακτηριστικό όπως και στο προηγούμενο υποκεφάλαιο είναι ότι το TCP είναι πιο ευαίσθητο στην αλλαγή αυτή με αισθητά μεγάλη πτώση στο ρυθμό μετάδοσης από την αύξηση της πιθανότητα απώλειας στο κανάλι. Αντίθετα, το UDP παρουσιάζει μικρή ή καθόλου πτώση στο ρυθμό μετάδοσης στο κανάλι. Το γεγονός αυτό εξηγείται για τους λόγους που αναλύθηκαν σε προγενέστερο κεφάλαιο σχετικά με τον έλεγχο συμφόρησης στο TCP.



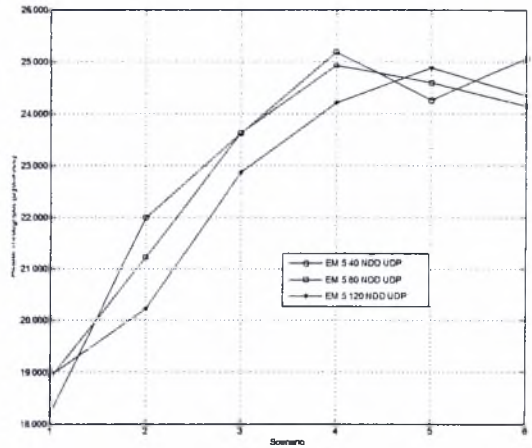
(e) Loss 5% TCP με Ανίχνευση Αποσύνδεσης



(f) Loss 5% TCP χωρίς Ανίχνευση Αποσύνδεσης



(g) Loss 5% UDP με Ανίχνευση Αποσύνδεσης



(h) Loss 5% UDP χωρίς Ανίχνευση Αποσύνδεσης

Σχήμα 5.3: Σύγκριση εξομοιωμένου συστήματος ως προς το RTT (συν.)

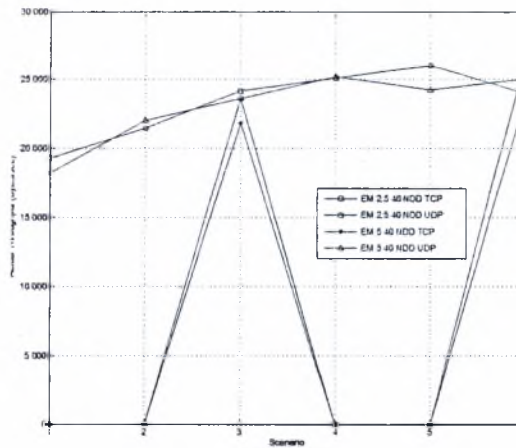
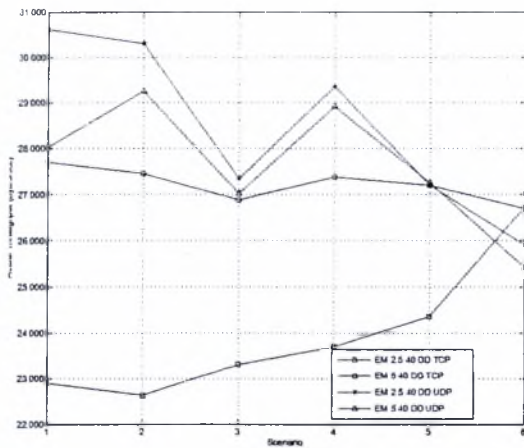
5.5 Χρονοβελτίωση

Στον πίνακα 5.3 παρουσιάζεται η χρονοβελτίωση (Speedup) του UDP σε σχέση με το TCP ως ποσοστό. Η εξίσωση με την οποία υπολογίστηκε είναι η 5.3 όπως δόθηκε στο υποκεφάλαιο της εισαγωγής.

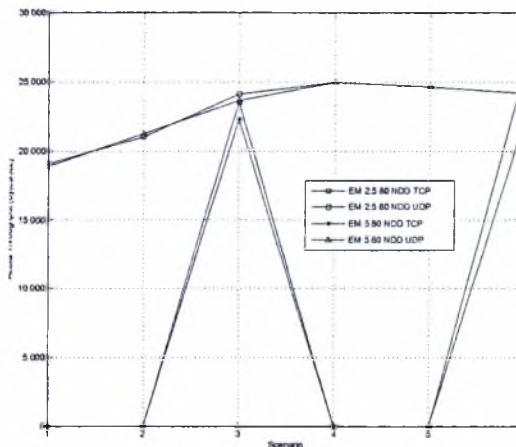
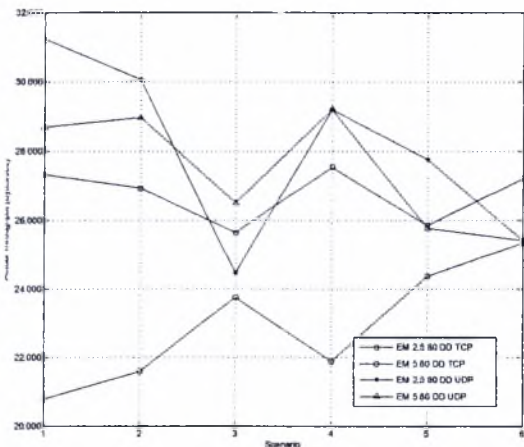
Όπως παρατηρήθηκε ποιοτικά στα προηγούμενα κεφάλαια η μεγαλύτερη χρονοβελτίωση παρατηρείται στα σενάρια χαμηλής συνδεσιμότητας (2/8, 4/16). Έπεται η χρονοβελτίωση των σεναρίων μεσαίας συνδεσιμότητας (5/5, 10/10) και τέλος στα σενάρια υψηλής συνδεσιμότητας (8/2, 16/4) έχουμε είτε μικρή είτε αρνητική χρονοβελτίωση.

5.5.1 Σενάρια με περίοδο 10 δευτερολέπτων

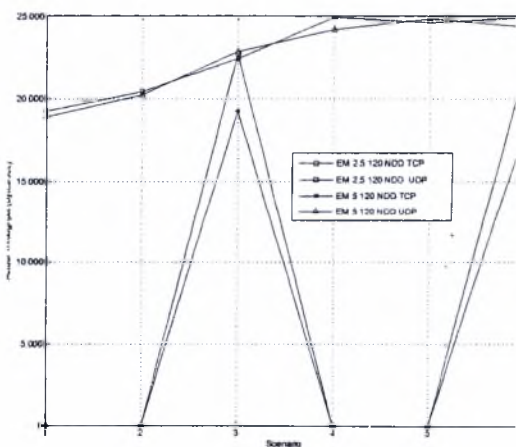
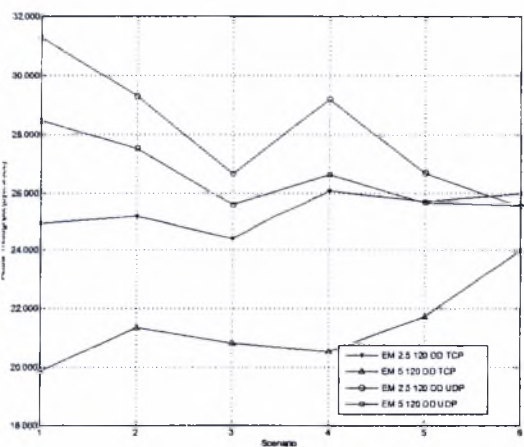
Ξεκινάμε από τη περίπτωση όπου έχουμε ανίχνευση αποσύνδεσης. Ποσοτικά βλέπουμε ότι η χρονοβελτίωση είναι μεγάλη για το σενάριο της κατηγορίας αυτής όταν έχουμε χαμηλή συνδεσιμότητα (2/8) και πιο συγκεκριμένα της τάξης του 30% στο πραγματικό σύστημα και



(a) Loss 2.5% vs. 5% RTT 40ms με Ανίχνευση Αποσύνδεσης (b) Loss 2.5% vs. 5% RTT 40ms χωρίς Ανίχνευση Αποσύνδεσης



(c) Loss 2.5% vs. 5% RTT 80ms με Ανίχνευση Αποσύνδεσης (d) Loss 2.5% vs. 5% RTT 80ms χωρίς Ανίχνευση Αποσύνδεσης



(e) Loss 2.5% vs. 5% RTT 120ms χωρίς Ανίχνευση Αποσύνδεσης (f) Loss 2.5% vs. 5% RTT 120ms χωρίς Ανίχνευση Αποσύνδεσης

Σχήμα 5.4: Σύγκριση εξομοιωμένου συστήματος ως προς την πιθανότητα απώλειας

στο εξομοιωμένο με πιθανότητα απώλειας 5% με αύξηση της χρονοβελτίωσης καθώς το RTT αυξάνεται. Στο εξομοιωμένο σύστημα με πιθανότητα απώλειας 2.5% υπάρχει πάλι θετική

Speedup (%)	Σενάριο 1 2 - 8	Σενάριο 2 5 - 5	Σενάριο 3 8 - 2	Σενάριο 4 4 - 16	Σενάριο 5 10 - 10	Σενάριο 6 16 - 4
	UDP vs. TCP	UDP vs. TCP	UDP vs. TCP	UDP vs. TCP	UDP vs. TCP	UDP vs. TCP
RW DD	31.1	26.85	-0.19	14.36	2.13	-2.33
RW NDD	N/A	N/A	28.45	N/A	N/A	-0.34
EM 40 2.5% DD	10.48	10.33	1.7	7.2	7.06	-2.99
EM 40 2.5% NDD	N/A	N/A	2.35	N/A	N/A	-10.04
EM 80 2.5% DD	17.61	11.63	-4.62	6.06	7.34	-6.63
EM 80 2.5% NDD	N/A	N/A	2.49	N/A	N/A	-7.41
EM 120 2.5% DD	25.48	16.42	-1.23	11.88	3.77	-1.76
EM 120 2.5% NDD	N/A	N/A	-1.23	N/A	N/A	12.3
EM 40 5% DD	22.44	29.33	15.93	22.01	11.91	-4.91
EM 40 5% NDD	N/A	N/A	8.3	N/A	N/A	5.87
EM 80 5% DD	37.91	34.1	11.58	33.43	5.76	0.31
EM 80 5% NDD	N/A	N/A	6.19	N/A	N/A	7.56
EM 120 5% DD	43.28	28.91	22.97	31.51	18.18	6.51
EM 120 5% NDD	N/A	N/A	15.92	N/A	N/A	33.42

Πίνακας 5.3: Speedup UDP vs. TCP

χρονοβελτίωση που ξεκινά από την τάξη του 10% για τη διαμόρφωση με RTT 40 ms και αυξάνεται για να φτάσει το 25% περίπου για RTT 120 ms. Όταν δεν έχουμε ανίχνευση αποσύνδεσης επιλέχθηκε για λόγους ορθότητας να προσθέσουμε την ένδειξη N/A όπως έγινε και στους πίνακες των συγκεντρωτικών αποτελεσμάτων. Παρ' όλ' αυτά είναι δεδομένο πως το UDP παρουσιάζει μεγάλη βελτίωση της απόδοσης σε σχέση με το TCP καθώς το TCP δεν ολοκληρώνει τη μεταφορά μέσα σε συγκρίσιμο χρονικό διάστημα μ' αυτό του UDP.

Στη μεσαία συνδεσιμότητα (10/10) η χρονοβελτίωση ελαττώνεται σε σχέση με το σενάριο υψηλής συνδεσιμότητας διατηρώντας όμως αισθητή βελτίωση σε σχέση με το TCP περισσότερο για το πραγματικό σύστημα και το εξομοιωμένο με πιθανότητα απώλειας 5% και λιγότερο για το εξομοιωμένο με πιθανότητα απώλειας 2.5%. Για τη μία ανίχνευση αποσύνδεσης ισχύει ότι αναφέρθηκε στην προηγούμενη παράγραφο.

Για την υψηλή συνδεσιμότητα στο πραγματικό σύστημα έχουμε αρνητική χρονοβελτίωση υπό την έννοια ότι το TCP αποδίδει καλύτερα. Στο εξομοιωμένο με πιθανότητα απώλειας 2.5% έχουμε μικρή ή αρνητική χρονοβελτίωση ενώ για την εξομοίωση με πιθανότητα απώλειας 5% έχουμε αισθητή χρονοβελτίωση που φτάνει έως το 22% για την περίπτωση όπου το RTT είναι 120 ms. Το παράδοξο αυτό δύναται να οφείλεται σε θόρυβο των μετρήσεων ωστόσο η γενική τάση ότι στην υψηλή συνδεσιμότητα δεν έχουμε σημαντική βελτίωση από τη χρήση του UDP παραμένει. Όταν δεν υπάρχει ανίχνευση αποσύνδεσης από την άλλη μεριά έχουμε πάντοτε θετική χρονοβελτίωση αρκετά μεγάλη πάνω από 10% για το πραγματικό σύστημα και το εξομοιωμένο με πιθανότητα απώλειας 5% και μικρή της τάξης 2.5% για τις εξομοιώσεις με πιθανότητα απώλειας 2.5%.

5.5.2 Σενάρια με περίοδο 20 δευτερολέπτων

Τα συμπεράσματα που εξάχθηκαν στο προηγούμενο υποκεφάλαιο για τα σενάρια με περίοδο 10 δευτερολέπτων ισχύουν πανομοιότυπα και για τα σενάρια αυτής της κατηγορίας.

Ωστόσο παρατηρούμε ότι η χρονοβελτίωση για κάθε σενάριο χαμηλής, μεσαίας ή υψηλής συνδεσιμότητας είναι λιγότερη σε σχέση με τα αντίστοιχα σενάρια με περίοδο 10 sec. Αυτό οφείλεται στο γεγονός ότι λόγω της μεγαλύτερης περιόδου με μεγαλύτερη χρονική διάρκεια εντός του δικτύου και άρα λιγότερες αποσυνδέσεις ελαττώνεται η προσθετική καθυστέρηση των αποσυνδέσεων που επηρεάζει περισσότερο το ρυθμό μετάδοσης του TCP. Επιπρόσθετα

ακριβώς λόγω του μεγαλύτερου χρόνου εντός δικτύου ο έλεγχος ροής του TCP προσαρμόζεται καλύτερα κατά τη διάρκεια που ο ασύρματος κόμβος βρίσκεται εντός δικτύου εκμεταλλεύοντας καλύτερα τη χωρητικότητα του καναλιού.

Κεφάλαιο 6

Σύνοψη - Επεκτάσεις

6.1 Σύνοψη

Συνοψίζοντας όπως αποδείχθηκε από τις πειραματικές μετρήσεις, η χρήση του UDP δύναται να είναι μια εναλλακτική πρόταση στη λύση του προβλήματος της υποβέλτιστης απόδοσης του TCP πάνω από ασύρματα δίκτυα λόγω της έγγενους συμπεριφοράς του που προϋποθέτει συνεχή συνδεσιμότητα με πολύ μικρή πιθανότητα απώλειας.

Το UDP αποδείχθηκε ότι έχει σημαντική χρονοβελτίωση τόσο στα σενάρια χαμηλής συνδεσιμότητας όσο και στα σενάρια μεσαίας. Επιπρόσθετα, στα σενάρια υψηλής συνδεσιμότητας έχει συγκρίσιμη ή λίγο χειρότερη από το TCP η οποία όμως είναι αναμενόμενη και αντισταθμίζεται από τα οφέλη της χρήσης του στα προηγούμενα σενάρια.

6.2 Μελλοντικές επεκτάσεις

Χρήσιμο θα ήταν στο μέλλον ως επέκταση της παρούσας εργασίας να γίνει μια σύγκριση όλων των διαφορετικών τρόπων που έχουν προταθεί για τη λύση του προβλήματος ώστε να μπορούν να εξαχθούν συμπεράσματα σχετικά με τα πλεονεκτήματα και τα μειονεκτήματα τους.

Ακόμα θα ήταν επιθυμητό να μελετηθεί η περίπτωση που έχουμε πολλαπλές ροές UDP πάνω στο ίδιο κανάλι ώστε να ελεγχθεί ο απλός έλεγχος ροής που έχουμε ενσωματώσει στο πρωτόκολλο στο διαμοίρασμα της χωρητικότητας της ζεύξης.

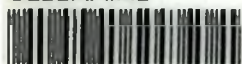
Βιβλιογραφία

- [1] RFC 793 - Transmission Control Protocol
- [2] Daniel Mahrenholz and Svilen Ivanov, "Real-Time Network Emulation with ns-2", Proceedings of The 8-th IEEE International Symposium on Distributed Simulation and Real Time Applications, udapest Hungary, October 21-23, 2004
- [3] Daniel Mahrenholz and Svilen Ivanov, "Adjusting the ns-2 Emulation Mode to a Live Network", KiVS'05, Kaiserslautern Germany, 28.02. - 03.03.2005.
- [4] L. Zhang, S. Shenker, and D.D. Clark. "Observations on the dynamics of a congestion control algorithm: the effects of two-way traffic", In Proceedings of ACM SIGCOMM'91, pages 133--147, 1991.
- [5] J. Mogul, "Observing TCP dynamics in real networks," In Proceedings of ACM SIGCOMM '92, pp. 305--317, August 1992
- [6] A. Bakre and B. R. Badrinath. I-TCP: Indirect TCP for mobile hosts. In Proceedings of the 15th International Conference on Distributed Computing Systems, pages 136--143, May 1995
- [7] R. Caceres and L. Iftode. "Improving the performance of reliable transport protocols in mobile computing environments", IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 13(5):850--857, June 1995
- [8] Lawrence S. Brakmo and Larry L. Peterson, "TCP Vegas: End to end congestion avoidance on a global internet", IEEE Journal on Selected Areas in Communication, 13(8):1465--1480, October 1995
- [9] Hari Balakrishnan, Srinivasan Seshan, Elan Amir, Randy H. Katz, "Improving TCP/IP Performance over Wireless Networks", Proc. 1st ACM Conf. on Mobile Computing and Networking, Berkeley, CA, November 1995
- [10] H. Balakrishnan, V. N. Padmanabhan, S. Seshan, and R. H. Katz, "A Comparison of Mechanisms for Improving TCP Performance over Wireless Links", Proceedings of ACM SIGCOMM '96, August 1996
- [11] S. Biaz, M. Mehta, S. West, and N. Vaidya, "TCP over wireless networks using multiple acknowledgements," Tech. Rep. 97-001, Computer Science Dept., Texas A&M University, January 1997

- [12] K. Brown and S. Singh, "M-TCP: TCP for Mobile Cellular Networks", *ACM Computer Communications Review*, vol. 27, no. 5, pp. 19--43, Oct. 1997
- [13] W. Stevens, "TCP Slow Start, Congestion Avoidance, Fast Retransmit, and Fast Recovery Algorithms", *IETF RFC 2001*, 1997
- [14] B. S. Bakshi, P. Krishna, N. H. Vaidya, D. K. Pradhan, "Improving Performance of TCP over Wireless Networks", *Proc. IEEE 17th ICDCS'97*, 1997
- [15] Samir Goel and Dheeraj Sanghi, "Improving TCP performance over wireless links", In *Proceedings of TENCON '98*, pages 332--335. IEEE, December 1998
- [16] S. Biaz and N. H. Vaidya, "Discriminating Congestion Losses from Wireless Losses using Inter-Arrival Times at the Receiver", *Proc. of IEEE Application Specific Systems and Software Engg. Technology*, 1999
- [17] C. Parsa and J. J. Garcia-Luna-Aceves, "TULIP: A Link-Level Protocol for Improving TCP over Wireless Links," *Proc. IEEE WCNC'99*, pp. 1253--1257, 1999
- [18] N. H. Vaidya, M. Mehta, C. Perkins, G. Montenegro, "Delayed Duplicate Acknowledgements: A TCP-unaware Approach to Improve Performance of TCP over Wireless", *Technical Report 99-003*, Computer Science Dept., Texas A&M University, February 1999
- [19] J. Mo, R.J. La, V. Anantharam, and J. Walrand, "Analysis and Comparison of TCP Reno and Vegas", In *Proceedings of INFOCOM '99*, pages 1556--1563, March 1999
- [20] G. Xylomenos and G.C. Polyzos, "TCP and UDP performance over a wireless LAN", In *Proceedings of the IEEE INFOCOM '99*, pages 439--446, March 1999
- [21] C. Parsa and J. J. Garcia-Luna-Aceves, "Improving TCP congestion control over internets with heterogeneous transmission media", *Proc. IEEE ICNP 99: 7th "International Conference on Network Protocols*, 1999
- [22] V. Paxson and M. Allman, "Computing TCP's Retransmission Timer", *RFC 2988*, 2000.
- [23] Zhu Jing and Niu Zhisheng, "A Reliable TCP-Aware Link Layer Retransmission for Wireless Networks", *Proc. IEEE ICCT '00*, pages 900--905, 2000
- [24] F. Anjum and R. Jain, "Performance of TCP over lossy upstream and downstream links with link-level retransmissions," In *Proc. ICON '00*, pp. 3--7, 2000
- [25] S. Mascolo, C. Casetti, M. Gerla, and S.S. Lee, M. Sanadidi, "TCP Westwood: Congestion Control with Faster Recovery", *UCLA CS Technical Report*, 2000
- [26] G. Xylomenos, G. Polyzos, P. Mahonen, and M. Saaranen, "TCP performance issues over wireless links," *IEEE Communications Magazine*, vol. 39, pp. 52--58, April 2001
- [27] A. Natani, J. Jakilinki, M. Mohsin, V. Sharma, "TCP for Wireless Networks", *Computer Science Program*, University of Texas at Dallas, 2001
- [28] S. Mascolo, M. Y. Sanadidi, C. Casetti, M. Gerla and R. Wang, "TCP Westwood: End-to-End Congestion Control for Wired/Wireless Networks", 2002

- [29] R. Wang, M. Valla, M.Y. Sanadidi, and M. Gerla, "Adaptive Bandwidth Share Estimation in TCP Westwood", Proc. Globecom, 2002
- [30] R.Wang, M.Valla, M.Y.Sanadidi, B.Ng,and M.Gerla, "Efficiency/Friendliness Tradeoffs in TCP Westwood", Proc. IEEE Symp. Computers and Comm., July 2002
- [31] A. Capone, L. Fratta and F. Martignon, "Bandwidth Estimation Schemes for TCP over Wireless Networks", IEEE Transaction on Mobile Computing, Vol. 3, No. 2, pp. 129-143, Apr. 2004
- [32] Jatinder Pal Singh, Yan Li, Nicholas Bambos, Ahmad Bahai, Bangnan Xu, and Gerd Zimmermann. "TCP Performance Dynamics and Link-layer Adaptation based Optimization Methods for Wireless Networks", IEEE Transactions on Wireless Communications, vol. 6, no. 5, pp. 1864-1879, May 2007

ΠΑΝΕΠΙΣΤΗΜΙΟ
ΘΕΣΣΑΛΙΑΣ



004000091311

