

**Α.Τ.Ε.Ι ΗΠΕΙΡΟΥ
ΣΧΟΛΗ ΔΙΟΙΚΗΣΗΣ ΚΑΙ ΟΙΚΟΝΟΜΙΑΣ
ΤΜΗΜΑ ΤΗΛΕΠΛΗΡΟΦΟΡΙΚΗΣ ΚΑΙ ΔΙΟΙΚΗΣΗΣ**

**ΣΥΓΚΡΙΤΙΚΗ ΑΠΟΔΟΣΗ ΤΟΠΙΚΩΝ
ΚΑΙ
ΑΣΤΙΚΩΝ ΔΙΚΤΥΩΝ**

**Πτυχιακή εργασία
Ανδροπούλου Χρυσούλα, Εξάμηνο 12^ο
Επιβλέπων καθηγητής : Στεργίου Ελευθέριος**

ΑΡΤΑ , Φεβρουάριος 2005

ΥΠΕΥΘΥΝΗ ΔΗΛΩΣΗ

Δηλώνω υπεύθυνα, ότι η πτυχιακή εργασία την οποία παραδίδω είναι μια προσωπική μελέτη που δεν βασίζεται σε αυτούσια κομμάτια βιβλίων. Είναι αποτέλεσμα προσωπικής έρευνας που στηρίζεται σε πηγές και σε βιβλιογραφία που αναγράφεται στο τέλος της μελέτης μου.

Περιεχόμενα

Πρόλογος.....	5
Εισαγωγή.....	6
<u>Κεφάλαιο 1^ο</u>	
1.1 Τοπικά και Αστικά Δίκτυα.....	8
1.2 ALOHA.....	10
1.3 IEEE 802.3(Ethernet).....	12
1.3 IEEE 802.4(Token Bus).....	15
1.4 IEEE 802.5(Token Ring).....	18
1.5 FDDI.....	20
1.6 DQDB.....	22
1.7 ATM	24
1.8 Fast Ethernet.....	27
1.9 Gigabit Ethernet.....	28
<u>Κεφάλαιο 2^ο</u>	
2.1 Οι Μελέτες για τις Αποδόσεις των Δικτύων LAN/MAN.....	29
2.2 Οι Μετρήσεις της Απόδοσης.....	31
2.3 Η Επίπτωση της Καθυστέρησης της Διάδοσης και του Ρυθμού Μετάδοσης	34
2.4 Παράγοντες που επηρεάζουν την Απόδοση.....	41
<u>Κεφάλαιο 3^ο</u>	
3.1 Απόδοση LAN	43
3.2 Όρια της απόδοσης.....	44
3.3 Συγκριτική Απόδοση του Token Passing και CSMA/CD... ..	53
3.4 Η συμπεριφορά των Πρωτοκόλλων Ανταγωνισμού.....	63
3.5 CPure Aloha – Slotted Aloha.....	66
3.5.1 Υπολογισμός της καθυστέρησης.....	69
3.5.2 Συμπεριφορά των καναλιών ανταγωνισμού.....	71

<u>Κεφάλαιο 4^ο</u>		ι
4.1. Απόδοση FDDI.....		76
4.2. Απόδοση DQDB.....		83
4.3 Απόδοση Ethernet(Fast/Gigabit).....		87
4.4 Απόδοση ATM		91
<u>Κεφάλαιο 5^ο</u>		ι
Συγκρίσεις.....		92
<u>Κεφάλαιο 6^ο</u>		ι
Περιπτώσεις Μελέτης.....		93
11.1 . Μελέτη 1 ^η		94
11.2. Μελέτη 2 ^η		104
Επίλογος.....		121
Γλωσσάριο.....		122
Βιβλιογραφία.....		127

ΠΡΟΛΟΓΟΣ

Στόχος της παρούσας πτυχιακής εργασίας είναι να γίνει ανάπτυξη του θεωρητικού μέρους, της μελέτης και ανάλυσης της απόδοσης των διαφόρων πρωτοκόλλων που βρίσκουν εφαρμογή ευρέως, σε καθημερινή χρήση, τόσο σε επιχειρήσεις αλλά και σε τεχνολογικά ιδρύματα. Γίνεται προσπάθεια να παρουσιαστεί το θέμα, όσο το δυνατό πιο εμπεριστατωμένα, και μετά από μελέτη ευρείας βιβλιογραφίας να δοθεί μια πολύπλευρη προσέγγιση του για την εξαγωγή πολύτιμων συμπερασμάτων. Η απόδοση των δικτύων μελετήθηκε από την πλευρά του αναλυτή, όπως επίσης και από την αποτελεσματικότητα της καθημερινής χρήσης από τον χρήστη.

Η απόδοση ως όρος, είναι η διαδικασία ανάλυσης των χαρακτηριστικών ενός δικτύου με σκοπό την αύξηση της δραστηριότητάς του. Για παράδειγμα, ο διαχειριστής δικτύου ελέγχει το δίκτυο, παρακολουθεί στατιστικά από συγκεκριμένα δεδομένα στην προσδοκία του να βρει τρόπους να αυξήσει το διαθέσιμο εύρος ζώνης (bandwidth) για τους χρήστες σε ένα αρκετά μεγάλο δίκτυο. Υπάρχουν επίσης πολλοί παράγοντες που καθιστούν μη δυνατή την ιδανική απόδοση σε ένα δίκτυο.

Καταρχάς, οι βασικές μελέτες που παρουσιάζονται για τις αποδόσεις των τοπικών και αστικών δικτύων κατηγοριοποιούν τους παράγοντες που πρέπει να διερευνηθούν και να αναλυθούν ώστε να υπάρχει μια πιο λεπτομερή ανάλυση. Η μελέτη μας θα επικεντρωθεί κυρίως στα Πρωτόκολλα Πρόσβασης στο Μέσο (MAC). Για να καταστεί σαφέστερο σε τι ακριβώς αναφερόμαστε, θα παραθέσουμε αναλυτικά τα χαρακτηριστικά γνωρίσματα των πρωτοκόλλων και θα μελετήσουμε την συμπεριφορά τους.

Η διαδικασία της ανάλυσης και τα αποτελέσματα που διεξάγονται γίνονται με βάση περιορισμών τους οποίους έχουμε θέσει και παραγόντων που έχουμε κρατήσει ως σταθερούς ώστε να γίνει πιο κατανοητή η μελέτη μας. Σχετικά με τα αποτελέσματα, η πραγματική απόδοση σε μια ανάλυση καθημερινής λειτουργίας διαφέρει αισθητά. Παρ' όλα αυτά μια τέτοια μελέτη μας επιτρέπει να κατανοήσουμε ποιοι παράγοντες και με ποιο τρόπο επηρεάζουν την απόδοση ενός δικτύου.

"I think there is a world market for maybe five computers"

Thomas Watson, chairman of IBM, 1943

ΕΙΣΑΓΩΓΗ

Στις 3 Ιουνίου του 1968, ο διευθυντής του Advanced Research Projects Agency έλαβε μία εργασία με τίτλο "Resource Sharing Computer Networks" την οποία αφού διάβασε, ενέκρινε δεκαοχτώ μέρες μετά, σημαδεύοντας την απαρχή μίας νέας εποχής για την επιστήμη της Πληροφορικής.

Η εργασία δεν περιέγραφε τίποτα άλλο, από την δημιουργία του ARPAnet. Του πρώτου δικτύου υπολογιστικών συστημάτων.

Ο τίτλος της εργασίας παραμένει επίκαιρος ακόμα και σήμερα. Η σύγκλιση των τηλεπικοινωνιών με την πληροφορική καθώς και οι μεταλλάξεις που έχει φέρει το Internet και η τρομαχτική ροή της πληροφορίας έχουν κάνει τους περισσότερους από εμάς να ξεχνάμε τον πραγματικό (ή έστω, αρχικό) λόγο δικτύωσης των υπολογιστικών συστημάτων. Οι μαγικές λέξεις είναι το "Resource Sharing".

Τα δίκτυα υπολογιστών έχουν βασικό σκοπό το διαμοιρασμό των πόρων με τέτοιο τρόπο που να οδηγεί σε μείωση του κόστους, αύξηση της ευκολίας χρήσης, αύξηση της ασφάλειας και μείωση της πολυπλοκότητας.

Βέβαια, ως μελετητές, πρέπει να βλέπουμε την πραγματικότητα και η πραγματικότητα είναι ότι η ανάγκη για ταχύτητα και διαθεσιμότητα, όσον αφορά στις υπηρεσίες μεταφοράς δεδομένων, υποβιβάζουν οποιαδήποτε άλλη ανάγκη (όπως ασφάλεια και μείωση της πολυπλοκότητας).

Οι μηχανικοί πληροφορικής και τηλεπικοινωνιών ψάχνουν την καλύτερη δυνατή λύση για να εξασφαλίσουν τους παραπάνω δύο παράγοντες.

Εκατομμύρια δολάρια και εργατοώρες «θυσιάζονται» στον βωμό –όχι της γρήγορης- αλλά της γρηγορότερης πρόσβασης κάθε χρόνο. Άλλα τόσα ξοδεύονται για την διαθεσιμότητα νέων υπηρεσιών (για παράδειγμα των

«χαοτικών» e-shops) και την αντοχή σε επιθέσεις και κακόβουλες ενέργειες από χρήστες των δικτύων (για παράδειγμα Denial Of Service Attacks).

Η ταχύτητα μετάδοσης, η μικρή καθυστέρηση και η ευκολία πρόσβασης είναι το ζητούμενο στα δίκτυα υπολογιστών. Η «απόδοση», ίσως θα ήταν ένας καλύτερος όρος για να περιγράψει τα τρία παραπάνω.

Αυτή ακριβώς την απόδοση βάζουμε στο μικροσκόπιο σε αυτήν την εργασία. Εξετάζουμε με επιστημονικές μεθόδους την απόδοση των πιο γνωστών και δημοφιλών πρωτοκόλλων και μέσων μεταφοράς δεδομένων.

Θα ξεκινήσουμε με την παρουσίαση των διαδεδομένων πρωτοκόλλων που χρησιμοποιούμε σήμερα στις υλοποιήσεις των Τοπικών και Αστικών δικτύων. Στην συνέχεια θα δούμε τις επιστημονικές μεθοδολογίες με τις οποίες μετράμε την απόδοση και θα ολοκληρώσουμε την μελέτη με την εφαρμογή των μεθοδολογιών αυτών σε όλα τα πρωτόκολλα που περιγράφουμε στην εργασία.

Επίσης παρουσιάζουμε και δύο περιπτώσεις μελέτης για να διαπιστώσουμε πως λειτουργούν οι μεθοδολογίες που μελετήσαμε σε πραγματικές συνθήκες.

Τέλος θα δούμε συγκριτικά τα πλεονεκτήματα, τα μειονεκτήματα και τις μετρήσεις των πρωτοκόλλων έτσι ώστε να υπάρξει μία ξεκάθαρη εικόνα για το τι μας προσφέρει καλύτερες επιδόσεις, στις ανάλογες συνθήκες και στις αντίστοιχες υλοποιήσεις.

Να σημειωθεί ότι σε όλη την εργασία έχουν χρησιμοποιηθεί αμετάφραστοι οι τεχνικοί όροι που είναι διεθνώς αποδεκτοί από την επιστημονική κοινότητα. Στο τέλος υπάρχει παράρτημα με τους όρους αυτούς μεταφρασμένους στην Ελληνική γλώσσα.

ΚΕΦΑΛΑΙΟ 1^ο

Τοπικά και Αστικά Δίκτυα

Τα Τοπικά Δίκτυα (LAN) είναι μια ομάδα υπολογιστών και προσαρτημένων συσκευών που μοιράζονται μια κοινή γραμμή επικοινωνίας ή ασύρματη σύνδεση και τυπικά μοιράζονται resources σε μια μικρή γεωγραφική περιοχή (για παράδειγμα μέσα σε ένα γραφείο ενός κτιρίου). Ο ρυθμός μετάδοσης μεταξύ υπολογιστών που είναι συνδεδεμένοι με LAN κυμαίνεται από μερικές εκατοντάδες Kbps έως μερικές χιλιάδες Mbps . Ένα τοπικό δίκτυο μπορεί να αποτελείται από δυο με τρεις χρήστες (για παράδειγμα ένα τοπικό δίκτυο στο σπίτι) μέχρι και εκατοντάδες χρήστες (για παράδειγμα σε ένα εταιρικό δίκτυο FDDI). Οι σημαντικότερες τεχνολογίες ενός τοπικού δικτύου είναι: το Ethernet, Token Ring, FDDI . Το Ethernet είναι η πιο κοινά χρησιμοποιημένη τεχνολογία LAN.

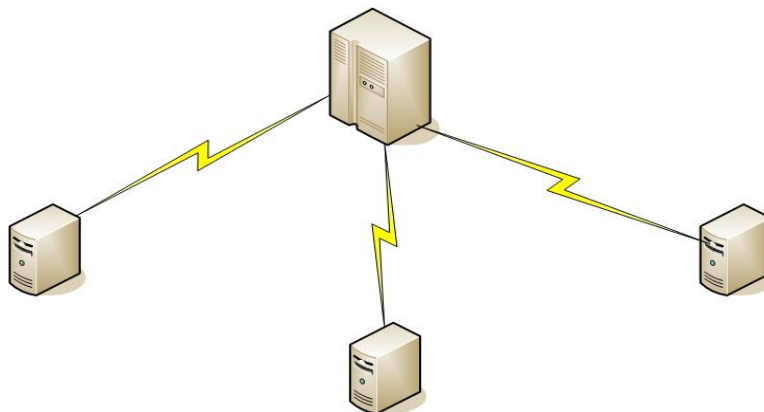
Θα ασχοληθούμε κυρίως με το υποεπίπεδο του Πρωτοκόλλου Πρόσβασης στο μέσο (MAC, Medium Access Protocol) που είναι ιδιαίτερα σημαντικό στα τοπικά δίκτυα τα οποία έχουν σχεδόν όλα σαν βάση για την επικοινωνία τους ένα κανάλι πολλαπλής προσπέλασης. Το MAC πρωτόκολλο χρησιμοποιείται στο επίπεδο σύνδεσης δεδομένων σε ένα δικτυακό σύστημα. Το MAC πρωτόκολλο εμπεριέχει ένα SDU (payload data) και ακολουθεί ένα header 4byte (Protocol Control Information (PCI)) πριν από τα δεδομένα. Στο τέλος ακολουθεί ένα tail 4byte (32-bit) (Cyclic Redundancy Check(CRC)) το οποίο επιβεβαιώνει μεταξύ άλλων την ακεραιότητα των μεταφερόμενων δεδομένων.

Τα Αστικά ή Μητροπολιτικά Δίκτυα (MAN) είναι δίκτυα τα οποία συνήθως καλύπτουν μια μεγάλη γεωγραφική περιοχή. Συνήθως παρέχουν υψηλές ταχύτητες μεταφοράς δεδομένων (πάνω από 1 Mbps) και είναι switched end to end κατά μήκος αποστάσεων οι οποίες έχουν τυπικά ένα εύρος ανάμεσα σε 5 και 50 χιλιόμετρα.

Ακολουθεί μια λεπτομερή ανάλυση των χαρακτηριστικών γνωρισμάτων των ακόλουθων τοπικών και μητροπολιτικών δικτύων : ALOHA ,Ethernet, Token Ring, Token Bus, FDDI, DQDB, ATM, Ethernet, Fast Ethernet, Gigabit Ethernet .

1.1 ALOHA

Το ALOHA είναι ένα πρωτόκολλο τυχαίας (random) προσπέλασης (ή ανταγωνισμού) που σχεδιάστηκε από το πανεπιστήμιο της Hawaiï για ευρυζωνική πρόσβαση στο κανάλι μεταξύ ενός αριθμού χρηστών με σχετικά χαμηλό throughput demand. Συνήθως τα πρωτόκολλα ALOHA χρησιμοποιούνται σε συστήματα δορυφορικής επικοινωνίας και σε κυψελωτά ραδιοσυστήματα και είναι ο πρόδρομος του γνωστού Ethernet. Το δίκτυο ALOHA λειτουργεί με μεταγωγή πακέτων (packet-switched) πάνω σε σύνδεση RF.



ΣΧΗΜΑ: Ένα απλό δίκτυο ALOHA το οποίο αποτελείται από ένα mainframe και τρία remote stations τα οποία είναι συνδεδεμένα μεταξύ τους με τρία ασύρματα links.

Αναλύοντας την λειτουργία του βλέπουμε ότι ένας κεντρικός κόμβος, που ονομάζεται βασικός σταθμός, κάνει listen τα πακέτα που μεταδίδονται από τους άλλους κόμβους στη συχνότητα $f_0 = 407 \text{ MHz}$ και τα αναμεταδίδει ο ίδιος σε συχνότητα $f_1 = 413 \text{ MHz}$. Ο ρυθμός μετάδοσης των κόμβων είναι 9600 bps. Ο κεντρικός σταθμός επιβεβαιώνει τα σωστά πακέτα που δέχεται, ειδάλλως καταλαβαίνει ότι έγινε κάποια σύγκρουση και οι κόμβοι ξαναστέλνουν τα πακέτα μετά από τυχαίο χρόνο.

Υπάρχουν δυο βασικές εκδόσεις του ALOHA: *pure Aloha* στο οποίο δεν έχουμε συντονισμό (synchronization) ανάμεσα στους σταθμούς του συστήματος, επομένως οι κόμβοι μπορούν να αρχίσουν τη μετάδοση οποτεδήποτε και το *slotted Aloha* που χρησιμοποιεί χρονικά συγχρονισμένα slots στο κανάλι για να βελτιώνει το throughput. Ο άξονας του χρόνου διαιρείται σε χρονικά διαστήματα (slots) διάρκειας ίσης με τον χρόνο που απαιτείται για τη μετάδοση ενός πακέτου. Επιπλέον, οι κόμβοι πρέπει να αρχίσουν τις μεταδόσεις τους στην αρχή του slot.

1.2 Ethernet (IEEE 802.3)

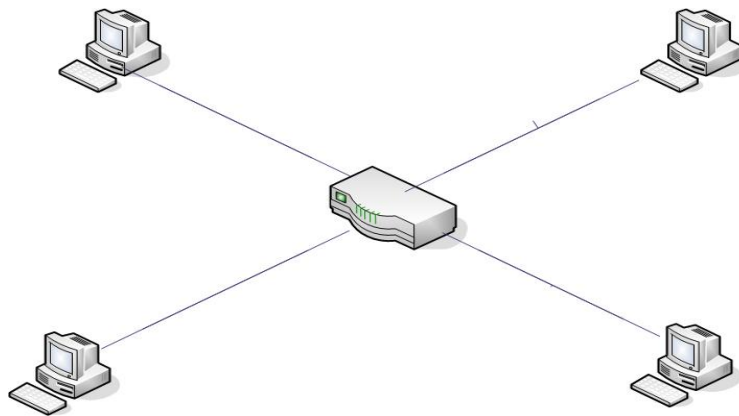
Το πρότυπο 802.3 (Ethernet) αναφέρεται σε συστήματα με ταχύτητες από 1 ως 10Mbps σε διάφορα μέσα μετάδοσης με κοινό αλγόριθμο πρόσβασης στο δίκτυο, τον CSMA/CD (Carrier Sense Multiple Access / Collision Detection- Πολλαπλή Πρόσβαση με Ανίχνευση Φέροντος και Ανίχνευση Σύγκρουσης). Ο αλγόριθμος CSMA/CD περιγράφει πως γίνεται η κατανομή του προσφερόμενου bandwidth, αφού δεν υπάρχει σύστημα προτεραιοτήτων για να αποφασίζει ποιος σταθμός και πότε θα εκπέμψει.

Αρχή λειτουργίας του Ethernet

Ο χρόνος διαιρείται σε slots (θυρίδες) ίσες με το χρόνο εκπομπής ενός πακέτου, για συγχρονισμό των υπολογιστών μεταξύ τους και καλύτερη αξιοποίηση του δικτύου. Ένας σταθμός πολλαπλής πρόσβασης (Multiple Access) όταν έχει ένα πακέτο προς μετάδοση, ελέγχει το δίκτυο (Carrier Sense) και αν δεν χρησιμοποιείται από κανέναν χρήστη συνεχίζει την εκπομπή του πακέτου στο επόμενο slot. Αν το slot είναι ήδη κατειλημμένο τότε επαναπρογραμματίζεται η εκπομπή για κάποιο άλλο, τυχαίο, από τα επόμενα, slot.

Το πρόβλημα που έρχεται να λύσει ο αλγόριθμος με την ανίχνευση σύγκρουσης (collision detection algorithm), έχει σχέση με το χρόνο διάδοσης της πληροφορίας στο μέσο. Υπάρχει περίπτωση ένας σταθμός να ανιχνεύσει ελεύθερο κανάλι ενώ ήδη ένας άλλος σταθμός έχει αρχίσει να εκπέμπει, λόγω καθυστέρησης μετάδοσης της πληροφορίας σε όλο το μήκος του καλωδίου. Για αυτό κάθε σταθμός όταν αρχίσει την μετάδοση ενός πακέτου συνεχίζει να κάνει listen το κανάλι για να ανιχνεύσει σύγκρουση του πακέτου.

Ένας σταθμός μπορεί να ανιχνεύσει τη σύγκρουση του πακέτου του, στη χειρότερη περίπτωση, για όσο χρόνο χρειάζεται το σήμα να διανύσει δύο φορές το μήκος του καλωδίου. Αν συμβεί κάποια σύγκρουση, σταματά η μετάδοση και επιχειρείται ξανά αργότερα.



ΣΧΗΜΑ: Ένα τυπικό δίκτυο Ethernet το οποίο αποτελείται από τέσσερις σταθμούς εργασίας διασυνδεδεμένους σε ένα switch.

Περίληπτικά, το πρωτόκολλο MAC του Ethernet (CSMA-CD) καθορίζει ότι ένας κόμβος που έχει πακέτο προς μετάδοση πρέπει να ενεργήσει ως εξής :

1. Να περιμένει μέχρις ότου το κανάλι καταστεί αδρανές.
2. Όταν το κανάλι είναι πλέον αδρανές, να μεταδώσει και να ακούσει το κανάλι ενώ μεταδίδει.
3. Σε περίπτωση σύγκρουσης , να σταματήσει τη μετάδοση του πακέτου, να μεταδώσει ένα σήμα συνωστισμού , και μετά να περιμένει για κάποιο τυχαίο χρόνο καθυστέρησης και να επιστρέψει στο βήμα(1).

Το πρωτόκολλο παραιτείται από την προσπάθεια μετάδοσης ύστερα από 16 διαδοχικές συγκρούσεις. Η διάρκεια της τυχαίας καθυστέρησης μετά από μια σύγκρουση επιλέγεται σύμφωνα με κανόνα που ονομάζεται αλγόριθμος εκθετικής δυαδικής.

Η πραγματική απόδοση του δικτύου δεν είναι η ονομαστική, αφού υπάρχει χρόνος που καταναλώνεται σε συγκρούσεις, που στη χειρότερη περίπτωση μπορεί να είναι όλος ο προσφερόμενος και το σύστημα οδηγείται σε αστάθεια, είτε χρόνος στον οποίο δεν έχουμε ωφέλιμη χρήση του δικτύου

εφόσον κανένας σταθμός δεν έχει πακέτο προς μετάδοση. Επίσης στην χειρότερη περίπτωση ένας σταθμός μπορεί να περιμένει έπ' άπειρο για εκπομπή είτε γιατί βρίσκει συνέχεια το κανάλι κατειλημμένο είτε γιατί τα πακέτα του συνέχεια συγκρούονται.

Είναι φανερό ότι Ethernet των 10Mbps δεν έχει το απαραίτητο εύρος, και δεν υπάρχει τρόπος για κατανομή του χρόνου ανάλογα με τις ανάγκες μιας εφαρμογής, όπως για παράδειγμα περιβάλλοντος SAN (Storage Area Network).

Το κόστος υλοποίησης ενός δικτύου Ethernet είναι σχετικά μικρό. Όμως η τεχνολογία στρέφεται σε άλλες, πιο προσαρμοσμένες στα δεδομένα πολυμέσων, λύσεις και τοπολογίες στις οποίες ένα δίκτυο Ethernet θα μπορούσε να είχε τη θέση ενός τοπικού, με την στενή έννοια, τμήματος.

1.3 Token Bus (IEEE 802.4)

Στην ίδια τοπολογία, τη λογικά γραμμική, με το Ethernet βρίσκεται το Token Bus δίκτυο. Υπάρχει όμως μια πολύ μεγάλη διαφορά. Εδώ δεν χρησιμοποιείται ο αλγόριθμος CSMA/CD, αλλά ένα σύστημα κατανομής χρόνου με token και προτεραιότητες. Το token (κουπόνι) είναι ένα πακέτο ελέγχου το οποίο μπορεί να «κατέχει» ανά πάσα στιγμή μόνο ένας σταθμός.

Αρχή λειτουργίας του Token Bus

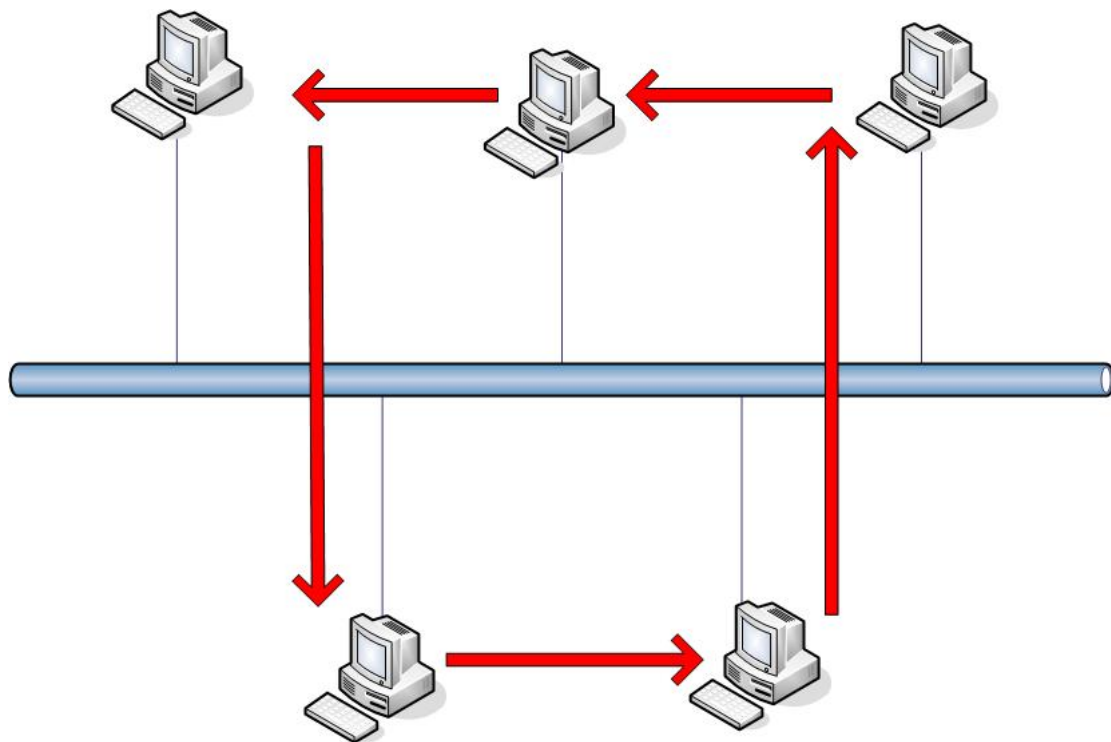
Η λογική της υλοποίησης περιγράφεται αναλυτικά. Ένα χαρακτηριστικό του πρωτοκόλλου Ethernet, που αναφέραμε, είναι ότι όλοι οι σταθμοί έχουν δικαίωμα να εκπέμπουν οποιαδήποτε στιγμή. Έτσι αναπόφευκτα έχουμε συγκρούσεις. Στο Token Bus μόνο ο σταθμός ο οποίος έχει το κουπόνι έχει δικαίωμα εκπομπής για κάποιο χρονικό διάστημα. Μετά το πέρας αυτού του χρονικού διαστήματος δίνει το token στον επόμενο, λογικά, σταθμό, και του παραχωρεί το δικαίωμα εκπομπής. Αν ένας σταθμός δεν έχει δεδομένα για εκπομπή τότε δίνει το token αμέσως. Μ' αυτό τον τρόπο δεν έχουμε συγκρούσεις και αξιοποιείται το σύνολο του εύρους φάσματος.

Οι σταθμοί έχουν επίσης και ένα σύστημα προτεραιοτήτων. Τα δεδομένα κατηγοριοποιούνται ανάλογα με την προτεραιότητά τους, και όταν ένα σταθμός έχει δικαίωμα εκπομπής, εκπέμπει πρώτα τα δεδομένα μεγαλύτερης προτεραιότητας. Τέτοια δεδομένα θα μπορούσαν να ήταν για παράδειγμα ήχος και εικόνα.

Πέρα από την δυνατότητα προτεραιοτήτων παρέχει επίσης και τον έλεγχο του χρόνου κατάληψης του καναλιού. Μπορούμε να γνωρίζουμε εκ των προτέρων το ακριβές εύρος φάσματος που παραχωρείται σε κάθε σταθμό. Για παράδειγμα, σε ένα ισότιμα κατανεμημένο δίκτυο το εύρος φάσματος για τον κάθε σταθμό θα ήταν το συνολικό δια τον αριθμό των σταθμών. Είναι φανερό όμως η δυνατότητα για ανισοκατανομή του φάσματος.

Για παράδειγμα ένας σταθμός που μεταδίδει εικόνα θα μπορούσε να κρατάει για περισσότερο χρόνο το token απ' ότι ένας σταθμός ο οποίος εκπέμπει άλλου είδους δεδομένα.

Ένα δίκτυο Token Bus είναι όμοιο με το δίκτυο Token Ring, όπως θα δούμε παρακάτω, στο γεγονός ότι ένας σταθμός πρέπει να έχει στην κατοχή του το token για να μπορέσει να μεταδώσει στο δίκτυο. Η τοπολογία όμως και η μέθοδος του token-passing, διαφέρουν. Η επιτροπή IEEE 802.4 καθόρισε τα πρότυπα του Token Bus σαν δίκτυα ευρείας ζώνης, αντίθετα με το Ethernet, που θεωρείται ότι είναι τεχνική μετάδοσης βασικής ζώνης. Η τοπολογία του δικτύου μπορεί να περιέχει ομάδες από σταθμούς που βρίσκονται σε μεγάλη απόσταση μεταξύ τους. Οι σταθμοί μπορεί να είναι συνδεδεμένοι μεταξύ τους με hubs σε τοπολογική κατανομή αστέρα. Η τοπολογία του Token Bus είναι κατάλληλη για ομάδες χρηστών οι οποίοι βρίσκονται σε μικρή απόσταση. Το token και τα frames των δεδομένων περνάνε από τον ένα σταθμό στον άλλο ακολουθώντας την αριθμητική αλληλουχία των σταθμών, όπως έχουν οριστεί από τον διαχειριστή. Ο τελευταίος σταθμός στη σειρά, περνάει το token πίσω στον πρώτο σταθμό. Το token δεν ακολουθεί την φυσική σειρά των σταθμών που είναι συνδεδεμένοι στο καλώδιο. Ο σταθμός 1, για παράδειγμα μπορεί να είναι στο τέλος του καλωδίου, ο σταθμός 2 στην αρχή και στην μέση ο σταθμός 3.



ΣΧΗΜΑ: Ένα τυπικό δίκτυο Token Bus. Διακρίνουμε την διαφορά που μπορεί να έχει η λογική από την φυσική τοπολογία όσον αφορά στην ροή της πληροφορίας ανάμεσα στους σταθμούς.

Το σήμα στην σχεδίαση Token Bus δεν μεταδίδεται στην βασική ζώνη αλλά διαμορφώνει ένα φέρον υψηλής συχνότητας, όπως αναφέραμε και προηγουμένως, και μεταδίδεται από κοινό ομοαξονικό καλώδιο 75Ω, σαν αυτό που χρησιμοποιείται στην καλωδιακή τηλεόραση. Έτσι μπορεί να υποστηρίξει πολλά κανάλια όχι μόνο για δεδομένα αλλά επίσης για φωνή και video.

1.4 Token Ring (IEEE 802.5)

Το Token Ring είναι ένα πρωτόκολλο LAN. Το πρωτόκολλο δεν έχει σχεδιαστεί δίνοντας βάρος στις τεχνικές αποφυγής συγκρούσεων, πράγμα το οποίο σημαίνει μία κατάσταση όπου δυο σταθμοί μεταδίδουν την ίδια στιγμή προς την ίδια κατεύθυνση. Για να αποφύγουμε την περίπτωση της σύγκρουσης δημιουργήθηκε ο έλεγχος πρόσβασης στο μέσο. Αυτός ο έλεγχος γίνεται με χρήση ενός control (permission) που ονομάζεται token. Το token περνά από τον έναν σταθμό στον άλλο με βάση μια σειρά κανόνων. Τα δεδομένα περνάνε διαδοχικά από τον έναν σταθμό στον άλλο.

Μόνο ο σταθμός που έχει στην κατοχή του το token μπορεί να μεταδώσει δεδομένα. Κάθε σταθμός επαναλαμβάνει τα δεδομένα, ελέγχει για λάθη και τα αντιγράφει εάν προορίζονται για αυτόν. Όταν τα δεδομένα φτάσουν στον σταθμό για τον οποίο προορίζονταν τότε απομακρύνονται από τον δακτύλιο.

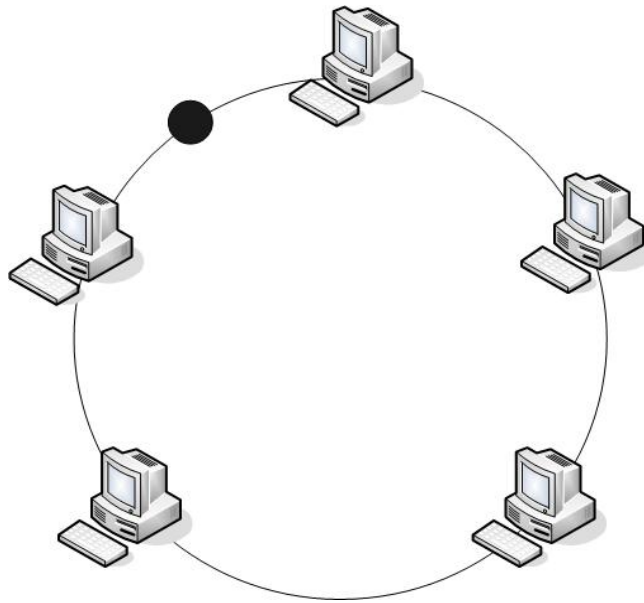
Το Token Ring υποστηρίζει τον ορισμό προτεραιοτήτων (priorities) όσον αφορά την μετάδοση της πληροφορίας. Το priority value ορίζεται στο header του πακέτου.

Αρχή λειτουργίας του Token Ring

Όταν ένας σταθμός πρόκειται να στείλει δεδομένα, πρώτα περιμένει για να αποκτήσει το token. Όταν λάβει το token, ξεκινάει την μετάδοση του frame, που περιέχει στο header την διεύθυνση του σταθμού για το οποίο προορίζεται. Εκτός από την μετάδοση του frame, ο σταθμός προορισμού διατηρεί ένα αντίγραφο του, θέτοντας στο tail του frame τα λεγόμενα response bits.

Η απελευθέρωση του token γίνεται με δύο τρόπους ανάλογα με την ταχύτητα του ring. Σε αργές υλοποιήσεις (4Mbps), το token ελευθερώνεται μόνο όταν παραλάβει ο σταθμός και τα response bits. Σε πιο γρήγορες υλοποιήσεις (16Mbps), το token ελευθερώνεται αφού μεταδοθεί και το τελευταίο bit του frame. Η σχεδίαση του Token Ring προβλέπει οι κάρτες των υπολογιστών να είναι ενεργοί αποδέκτες του σήματος. Κάθε σταθμός διαθέτει δέκτη και εκπομπό και συμμετέχει ενεργά στην διάδοση του σήματος.

Δημιουργούνται όμως προβλήματα αξιοπιστίας του δικτύου. Στο Ethernet αν μία κάρτα χαλάσει οι υπόλοιποι σταθμοί δεν θα παρουσιάσουν πρόβλημα. Στο Token Ring παρόμοια κατάσταση, ή απενεργοποίηση ενός σταθμού, θέτει εκτός λειτουργίας όλο το δίκτυο. Το πρόβλημα αυτό λύνεται με συγκέντρωση των καλωδίων όλων των σταθμών σε ένα συγκεντρωτή (concentrator), με διακόπτες απομόνωσης (terminators). Αν κάποιος σταθμός παρουσιάσει πρόβλημα τίθεται εκτός δικτύου αυτόματα και η ροή της πληροφορίας συνεχίζεται χωρίς διακοπή.



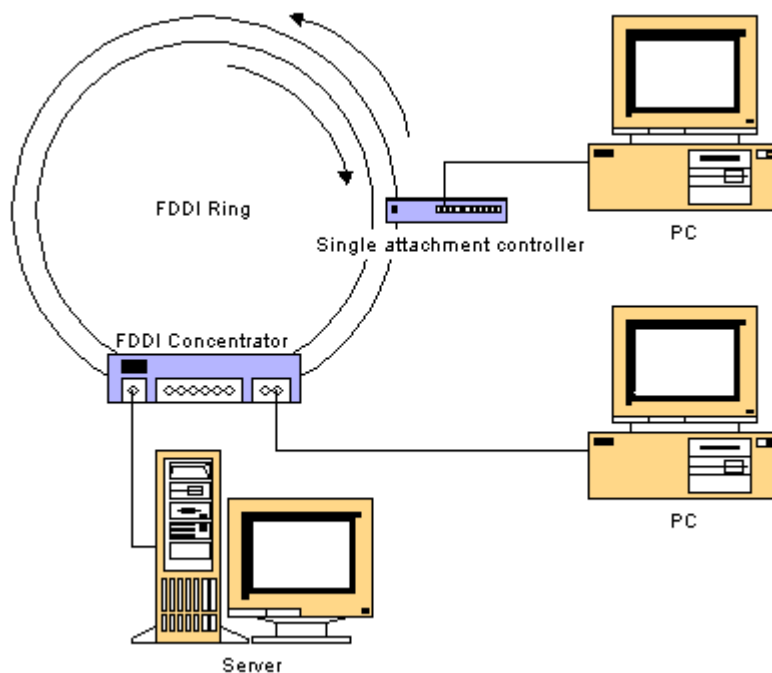
ΣΧΗΜΑ: Στο Token Ring δίκτυο μόνο ο σταθμός που έχει το token μπορεί να ξεκινήσει την μετάδοση δεδομένων.

Όπως στο Token Bus έτσι και στο Token Ring, μόνο ο σταθμός που κατέχει το token έχει δικαίωμα εκπομπής. Μόλις φτάσει ένα ελεύθερο token ο σταθμός το μαρκάρει κατειλημμένο και τοποθετεί τα δεδομένα του στο frame. Το token δεν θα ελευθερωθεί, από τον σταθμό, παρά μόνο όταν κάνει όλο τον γύρο του δακτυλίου και αποσυρθεί το frame. Οι ταχύτητες οι οποίες υποστηρίζουν τα σύγχρονα δίκτυα Token Ring είναι τα 4 ή 16Mbps όπως αναφέραμε. Ανάλογα συμπεράσματα με αυτά που αναφέρθηκαν για το Token Bus, ισχύουν και εδώ. Το Token Ring παρουσιάζεται να ανταποκρίνεται στις απαιτήσεις των εφαρμογών που μεταφέρουν τεράστιες ποσότητες δεδομένων, όμως το προσφερόμενο εύρος φάσματος δεν φαίνεται να συναντά τις σύγχρονες απαιτήσεις δικτύωσης.

1.5 FDDI

Το FDDI (Fiber Distributed Data Interface) είναι ένα σύνολο από ANSI πρωτόκολλα για μετάδοση ψηφιακών δεδομένων πάνω σε καλώδιο οπτικής ίνας. Τα FDDI δίκτυα είναι δίκτυα token-passing, και υποστηρίζουν ρυθμό μετάδοσης δεδομένων μέχρι και 100Mbps.

Τα FDDI δίκτυα τυπικά χρησιμοποιούνται ως backbones για wide-area δίκτυα.



Αρχή λειτουργίας του FDDI

Το FDDI χρησιμοποιεί ένα πρωτόκολλο MAC με κουπόνι, στο οποίο η δομή των πλαισίων είναι παρόμοια εκείνων του IEEE 802.5.

Η κίνηση στο FDDI μπορεί να είναι σύγχρονη ή ασύγχρονη. Η σύγχρονη κίνηση πρέπει να μεταδοθεί μέσα σε μικρό χρόνο. Η ασύγχρονη κίνηση, όπως κίνηση δεδομένων, μπορεί και να δεχτεί μεγάλες μεταβλητές καθυστερήσεις, ανάλογα βέβαια με τις απαιτήσεις μας.

Οι κόμβοι αρχίζουν με διαπραγμάτευση της τιμής μιας παραμέτρου, που λέγεται σκοπούμενος χρόνος περιστροφής του κουπονιού TTRT (Target

Token Rotation Time). Για κάθε κόμβο i διατίθεται ένας χρόνος $S(i) \geq 0$ για τη σύγχρονη κίνησή του έτσι ώστε $\sum S(i) \leq TTRT$ όταν το άθροισμα λαμβάνεται σ' όλους τους κόμβους.

Το πρωτόκολλο MAC εξασφαλίζει ότι ο χρόνος μεταξύ δυο διαδοχικών επισκέψεων του κουπονιού σ' οποιονδήποτε κόμβο ποτέ δεν υπερβαίνει το $2 \times TTRT$. Επιπλέον, κάθε φορά που δέχεται το κουπόνι, ο κόμβος i μπορεί να μεταδώσει σύγχρονη κίνηση σε διάρκεια έως $S(i)$ δευτερόλεπτα.

Κάθε κόμβος του FDDI χρησιμοποιεί δυο χρονόμετρα για την υλοποίηση αυτού του πρωτοκόλλου MAC: Το χρονόμετρο της περιστροφής του κουπονιού TRT (Token Rotation Timer) που μετρά αθροιστικά και το χρόνο της διατήρησης του κουπονιού THT (Token Holding Time) που μετρά αντίστροφα.

Όταν ο κόμβος i παίρνει το κουπόνι, εκτελεί τα εξής βήματα:

Θέτει $THT = TTRT - TRT$.

Θέτει $TRT = 0$

Μεταδίδει τη σύγχρονη κίνηση για μέχρι $S(i)$ δευτερόλεπτα. Αν ο THT είναι ακόμη θετικός, μπορεί να μεταδώσει την ασύγχρονη κίνηση έως ότου $THT = 0$.

Αφήνει το κουπόνι να περάσει.

Παρατηρούμε ότι αν ένας κόμβος μεταδίδει για πολύ χρόνο πριν αφήσει το κουπόνι, τότε η τιμή του χρονομέτρου του TRT είναι υψηλή την επόμενη φορά που θα πάρει το κουπόνι. Συνεπώς, τότε, η τιμή του $THT = TTRT - TRT$, που ο κόμβος υπολογίζει την επόμενη φορά, είναι μικρή κι εμποδίζει τον κόμβο να μεταδώσει πολλά πακέτα, κάτι που αποτρέπει τη συμφόρηση του δικτύου.

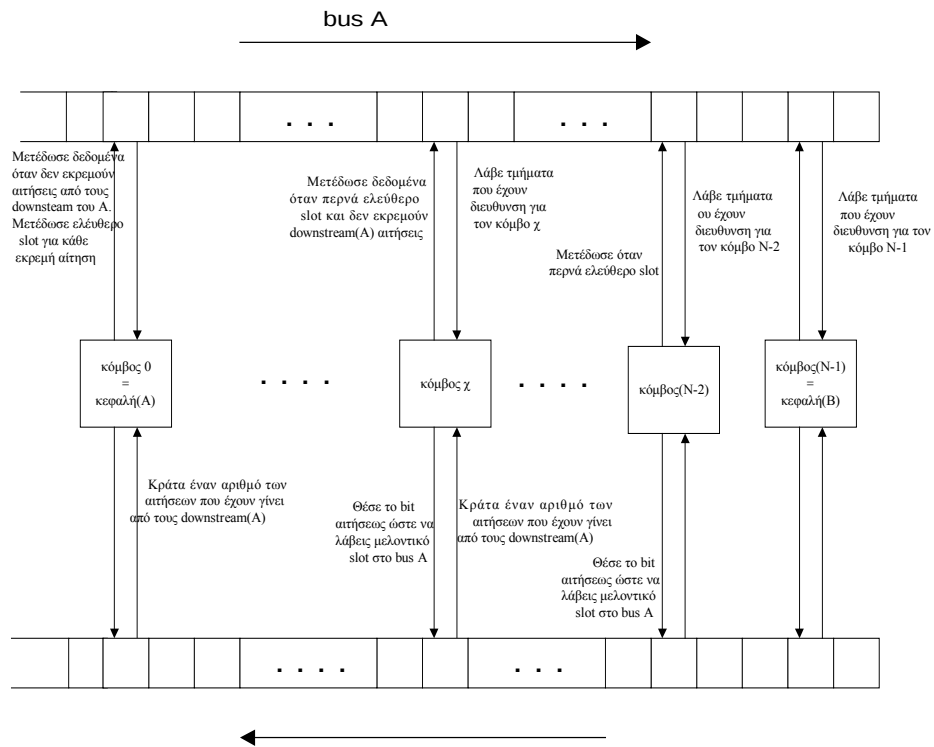
Ο χειρισμός των πλαισίων των πακέτων στο FDDI γίνεται όπως στο πρωτόκολλο MAC του IEEE 802.5.

1.6 DQDB (IEEE 802.6)

Το DQDB (Distributed Queue Dual Bus) είναι ένα πρωτόκολλο επιπέδου Σύνδεσης Δεδομένων, το οποίο είναι σχεδιασμένο για χρήση κυρίως σε MAN δίκτυα. Το DQDB που επιτρέπει πολλαπλά συστήματα να αλληλοσυνδέονται μεταξύ τους χρησιμοποιώντας δυο λογικούς διαύλους μονόδρομης κατεύθυνσης. Είναι ένα *open standard* πρωτόκολλο που έχει σχεδιαστεί να είναι συμβατό με όλα τα πρότυπα μετάδοσης αλλά και τα πρότυπα του BISDN.

Αρχή λειτουργίας του DQDB

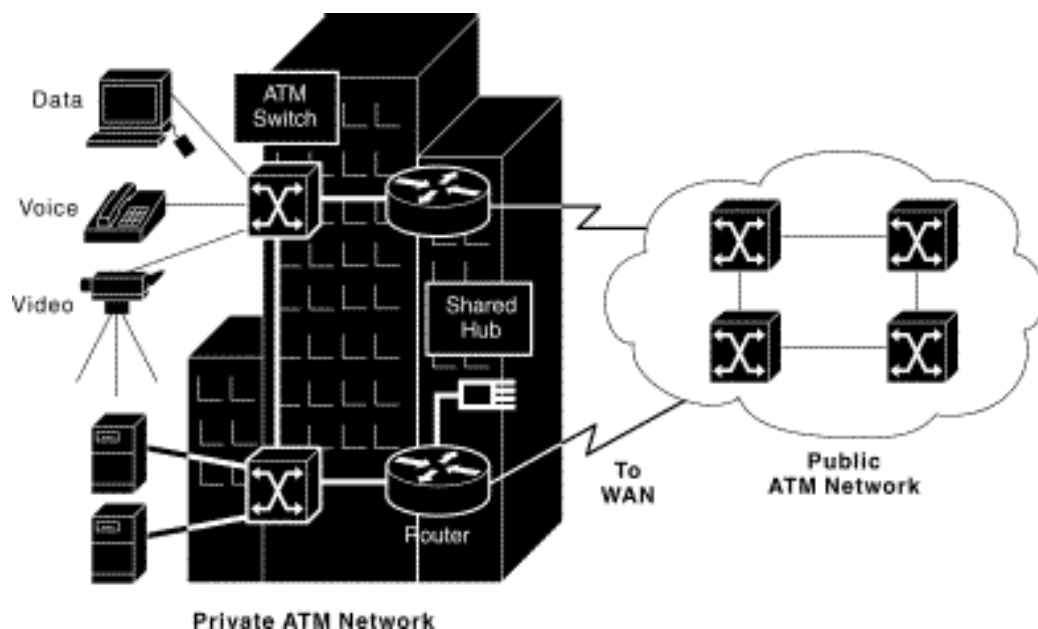
Το DQDB αναφέρεται στην τοπολογία και τις τεχνικές ελέγχου πρόσβασης και μπορεί να είναι υποδίκτυο σε ένα ευρύτερο δίκτυο. Τοπολογικά, μπορεί να εκτείνεται από λίγα χιλιόμετρα μέχρι 50Km. Τα υποδίκτυα DQDB συνδέονται με γέφυρες ή δρομολογητές. Η μετάδοση δεδομένων στις δύο αρτηρίες γίνεται ανεξάρτητα για αυτό και ο πραγματικός ρυθμός μετάδοσης δεδομένων είναι δύο φορές ο ρυθμός μετάδοσης δεδομένων της μίας αρτηρίας. Στη συνέχεια χρησιμοποιούμε την εξής ορολογία : $upstream(A)$ θα αναφέρουμε το άνω ρεύμα στην αρτηρία A και $downstream(A)$ το κάτω ρεύμα στην αρτηρία A. Ο κόμβος που βρίσκεται αριστερότερα από όλους τους υπόλοιπους θα λέγεται κεφαλή (head) της αρτηρίας A. Παρόμοια ορίζουμε το $upstream(B)$ το $downstream(B)$ καθώς και την κεφαλή(B).



ΣΧΗΜΑ: Βλέπουμε παραστατικά την ροή της πληροφορίας σε ένα τυπικό DQDB δίκτυο.

1.7 ATM

Το ATM (Asynchronous Transfer Mode) είναι ένα πρότυπο που δημιουργήθηκε από την International Telecommunication Union – Telecommunication Standardization Sector (ITU-T) για την μεταφορά κελιών (cell relay), στο οποίο η πληροφορία, για διάφορους τύπους υπηρεσιών, όπως είναι η φωνή, το video ή δεδομένα, μεταφέρεται μέσα σε μικρά κελιά με το ίδιο πάντα σταθερό μέγεθος. Τα ATM δίκτυα είναι κυρίως connection-oriented, δηλαδή για να πραγματοποιήσουν κάποια μεταφορά δεδομένων γενικότερα, πρέπει να αποκαταστήσουν κάποια επικοινωνία ανάμεσα σε δύο άκρα δηλαδή αποκαθιστούν πρώτα ένα κύκλωμα μεταξύ των δύο άκρων το οποίο παραμένει ενεργό σε όλη τη διάρκεια της επικοινωνίας. Ακολουθώντας, θα περιγράψουμε περιληπτικά κάποια θέματα γύρω από το ATM, όπως είναι τα ATM πρωτόκολλα, οι υπηρεσίες και η λειτουργία του. Στο παρακάτω σχήμα περιγράφεται ένα Ιδιωτικό ATM δίκτυο καθώς και ένα Δημόσιο ATM δίκτυο που μεταφέρουν φωνή, video αλλά και δεδομένα.



Σχήμα: Ένα Ιδιωτικό και ένα Δημόσιο ATM δίκτυο που μεταφέρουν φωνή, video και δεδομένα.

Αρχή λειτουργίας του ATM

Το ATM είναι μία τεχνολογία μεταγωγής κελιών και πολύπλεξης που συνδυάζει τα οφέλη της μεταγωγής κυκλώματος (εγγυημένη χωρητικότητα και σταθερή καθυστέρηση μετάδοσης) με τα οφέλη της μεταγωγής πακέτων (ευελιξία, αποτελεσματικότητα και αποδοτικότητα στην διακίνηση μη συνεχούς ροής πληροφορίας). Παρέχει κλιμακωτό bandwidth από μερικά Mbps έως αρκετά Gbps.

Το ATM μεταφέρει πληροφορία σε μονάδες σταθερού μεγέθους που ονομάζονται cells. Κάθε cell αποτελείται από 53 bytes. Τα πρώτα 5 bytes περιέχουν τον header του cell και τα υπόλοιπα 48 περιέχουν το “ωφέλιμο φορτίο” (payload), δηλαδή την πραγματική πληροφορία η οποία πρέπει να διακινηθεί μέσω του δικτύου. Τα μικρά αυτά σταθερού μεγέθους cells ταιριάζουν πολύ καλά στην μετάδοση φωνής και video διότι τέτοιου είδους κίνηση δεν παρουσιάζει ανοχή σε καθυστερήσεις που προκύπτουν, εκτός των άλλων, από την ανάγκη να περιμένει κανείς την μετάδοση ενός μεγάλου πακέτου.

Υπάρχουν τρεις τύποι υπηρεσιών που υποστηρίζει το ATM:

Μόνιμα Εικονικά Κυκλώματα (PVC – Permanent Virtual Circuits),
Μεταγωγούμενα Εικονικά Κυκλώματα (SVC – Switched Virtual Circuits) και
Connectionless Services.

Ένα PVC επιτρέπει τη σύνδεση μεταξύ άκρων. Δηλαδή, ένα PVC μοιάζει με μία μισθωμένη γραμμή. Μεταξύ των πλεονεκτημάτων που εμφανίζει ένα PVC εγγυάται τη διαθεσιμότητα μίας σύνδεσης και δεν απαιτεί διαδικασίες αποκατάστασης μιας κλήσης μεταξύ μεταγωγέων. Στα μειονεκτήματα των PVC's περιλαμβάνεται η στατικότητα των συνδέσεων αυτών καθώς και η ρύθμιση όλων των εμπλεκόμενων μεταγωγέων με κατάλληλες εντολές που θα πρέπει να εισάγουν οι διαχειριστές των δικτύων.

Ένα SVC δημιουργείται και ελευθερώνεται δυναμικά και παραμένει σε χρήση μόνο κατά τη χρονική διάρκεια που μεταφέρονται δεδομένα. Με αυτήν την έννοια, μοιάζει με μία τηλεφωνική κλήση. Για να έχουμε δυναμικό έλεγχο της κλήσης απαιτείται ένα πρωτόκολλο σηματοδότησης ανάμεσα στο ATM άκρο και στον ATM μεταγωγέα. Στα πλεονεκτήματα των SVC's περιλαμβάνεται η ευελιξία στην αποκατάσταση συνδέσεων και εξυπηρέτηση

κλήσεων που μπορούν να διαχειριστούν αυτόματα από μία ATM δικτυακή συσκευή. Στα μειονεκτήματα περιλαμβάνονται ο επιπλέον χρόνος και η επιβάρυνση που απαιτούνται για την αποκατάσταση της σύνδεσης.

Τα ATM δίκτυα βασικά είναι προσανατολισμένα στην αποκατάσταση συνδέσεων, που σημαίνει ότι ένα εικονικό κανάλι (VC – Virtual Channel) πρέπει να δημιουργηθεί κατά μήκος του ATM δικτύου πριν από οποιαδήποτε μεταφορά δεδομένων. Ένα εικονικό κανάλι είναι σχεδόν ισοδύναμο με ένα εικονικό κύκλωμα. Υπάρχουν δύο τύποι ATM συνδέσεων: Τα *εικονικά μονοπάτια* (VP – Virtual Paths), τα οποία χαρακτηρίζονται από τους Virtual Paths Identifiers (VPI), και τα *εικονικά κανάλια* (VC – Virtual Channels) τα οποία χαρακτηρίζονται από το συνδυασμό ενός VPI και ενός Virtual Channel Identifier (VCI).

Η βασική λειτουργία ενός ATM μεταγωγέα είναι η ακόλουθη:

Το κάθε cell λαμβάνεται από κάποια σύνδεση του ATM μεταγωγέα σε ένα γνωστό VCI ή VPI. Αυτός ο μεταγωγέας με βάση τα συγκεκριμένα VCI/VPIs του κάθε cell που λαμβάνει, διατρέχει έναν πίνακα που διατηρεί τοπικά στη μνήμη του και αποφασίζει σε ποία εξερχόμενη θύρα, δηλαδή σε ποία σύνδεση θα προωθήσει το εισερχόμενο cell. Επιπλέον, τροποποιεί με βάση τον ίδιο πίνακα τις τιμές των VPI/VCIς στους headers των εξερχόμενων πλέον cells ώστε να συνεχίσουν την πορεία τους στο υπόλοιπο δίκτυο. Επειδή όλα τα VCIs και τα VPIs έχουν μόνο τοπική σημασία πάνω σε μία συγκεκριμένη σύνδεση, οι τιμές τους συνεχώς απεικονίζονται σε νέες τιμές σε κάθε μεταγωγέα από τον οποίο διέρχεται το κάθε cell.

1.8 Fast Ethernet (100MBPS Ethernet)

Η ομάδα δημιουργίας του Ethernet υψηλότερων ταχυτήτων δημιουργήθηκε αρχικά προκειμένου να μελετήσει την λειτουργία του Ethernet στα 100Mbps. Διασπάστηκε σε 2 κομμάτια το Fast Ethernet Alliance και την 100VG AnyLAN Forum. Το επίμαχο ζήτημα ήταν η μέθοδος πρόσβασης στο μέσο. Η δουλειά της πρώτης ομάδας οδήγησε στο πρότυπο 802.3u που χρησιμοποιεί το πρότυπο 100BaseT και έχει MAC συμβατό με το MAC του Ethernet των 10Mbps. Η δουλειά της δεύτερης ομάδας οδήγησε στο πρότυπο 802.12. Το πρωτόκολλο ελέγχου πρόσβασης στο μέσο που δεν είναι συμβατό με το MAC του Ethernet των 10Mbps. Το 100VG AnyLAN δεν αποτέλεσε εμπορική επιτυχία.

Αρχή λειτουργίας του Fast Ethernet

Το Fast Ethernet βασίστηκε και χρησιμοποίησε το προϋπάρχον IEEE 802.3 CSMA/CD πρότυπο. Ακόμα διατήρησε την μορφή του πλαισίου, το μέγεθος του και την μορφή εντοπισμού των λαθών. Το Fast Ethernet υποστηρίζει την ανακάλυψη της ταχύτητας του δικτύου μέσω των FLPs (Fast Link Pulses). Οι routers του Fast Ethernet πρέπει να ανακαλύπτουν αν η κάρτα με την οποία είναι συνδεδεμένοι έχει την δυνατότητα να μεταδώσει με ταχύτητα 100Mbps. Θα πρέπει να παρατηρήσουμε εδώ ότι σε ένα τμήμα του Fast Ethernet είναι δυνατή η σύνδεση μόνο 2 NICs. Αυτό συμβαίνει επειδή η δυνατότητα διασύνδεσης περισσότερων σταθμών συγκεντρώνεται πλέον στα ενεργά στοιχεία του δικτύου. Με άλλα λόγια, η τυπική φυσική τοπολογία ενός Fast Ethernet δεν είναι πλέον τοπολογία αρτηρίας αλλά τοπολογία αστέρα. Στο κέντρο του αστέρα βρίσκεται ένας συγκεντρωτής ή μία γέφυρα ή ένας δρομολογητής.

1.9 Gigabit Ethernet (1000Mbps Ethernet)

Το Gigabit Ethernet αποτελεί μια επέκταση του προτύπου IEEE 802.3 (Fast Ethernet) το οποίο υποστηρίζει ταχύτητες μεταφοράς δεδομένων μέχρι και 1Gbps. Το πρότυπο που περιγράφει τις βασικές λειτουργίες του είναι το 802.3z. Δύο τεχνολογίες χρησιμοποιήθηκαν για να επιταχυνθεί στα 1Gbps: το Ethernet το IEEE 802.3 και το ANSI X3T11 Fibre Channel (οπτική ίνα). Το Fibre Channel χρησιμοποιείται ακόμα σε διασύνδεση περιφερειακών και σταθμών εργασίας.

Κεφάλαιο 2^ο

2.1 Οι Μελέτες για τις Αποδόσεις των Δικτύων LAN/MAN

Ο στόχος μας σε αυτό το κεφάλαιο είναι να γνωρίσουμε τους παράγοντες που επηρεάζουν την απόδοση καθώς και τη σχετική απόδοση των διαφόρων σχεδίων των τοπικών δικτύων και να παρουσιάσουμε αναλυτικές τεχνικές που μπορούν να χρησιμοποιηθούν για τον καθορισμό μεγέθους των δικτύων και να λάβουμε τις πρώτες προσεγγίσεις για την απόδοση των δικτύων.

Το κεφάλαιο αυτό περιορίζεται στο να σκιαγραφήσει τις τεχνικές που είναι χρήσιμες στον αναλυτή για να προσεγγίσει την απόδοση.

Στην αρχή του κεφαλαίου αυτού παρουσιάζονται μερικές από τις βασικές μελέτες για τις αποδόσεις των δικτύων LAN και MAN. Σε ξεχωριστά μέρη παρουσιάζονται αποτελέσματα για τα συστήματα LAN και MAN.

Παράγοντες – Παράμετροι των Δικτύων LAN/MAN

Τα κύρια κριτήρια απόδοσης ενός LAN είναι το *throughput* και η *καθυστέρηση*.

Το *throughput* (διαπερατότητα ή αλλιώς ρυθμός εξυπηρέτησης) είναι ο μέσος ρυθμός μεταφοράς για βαριά φορτωμένο τοπικό δίκτυο με πολλούς κόμβους. Εξαρτάται από την ταχύτητα μετάδοσης και την αποδοτικότητα του πρωτοκόλλου MAC (δηλαδή, το μέγιστο ποσοστό χρόνου που το δίκτυο λειτουργεί επιτυχώς όταν είναι βαριά φορτωμένοι πολλοί κόμβοι).

Η καθυστέρηση συνήθως μετράται με το μέσο χρόνο που χρειάζεται για να μεταδοθεί ένα πακέτο μεταξύ δύο κόμβων του δικτύου. η καθυστέρηση επηρεάζεται από τρεις παράγοντες: *το χρόνο αναμονής*, *το χρόνο μετάδοσης* και *το χρόνο διάδοσης*. Ο χρόνος αναμονής είναι ο χρόνος κατά τον οποίο ένα πακέτο περιμένει την έναρξη της μετάδοσής του. Ο χρόνος αναμονής περιλαμβάνει το χρόνο μετάδοσης άλλων πακέτων και το χρόνο που

απαιτείται για την πρόσβαση στο μέσο μετάδοσης. Ο χρόνος διάδοσης είναι ο χρόνος που χρειάζονται τα σήματα για να διαδοθούν κατά μήκος του μέσου μετάδοσης.

Βασικά χαρακτηριστικά LAN/MAN

Τα βασικά χαρακτηριστικά του τοπικού δικτύου (LAN) που δομούν τον τρόπο, με τον οποίο αναλύεται η απόδοσή του, είναι ότι υπάρχει ένα κοινό μέσο πρόσβασης, που απαιτεί ένα πρωτόκολλο ελέγχου πρόσβασης του μέσου και ότι χρησιμοποιείται μεταγωγή πακέτων. Και τα μητροπολιτικά δίκτυα έχουν τα ίδια χαρακτηριστικά. Κατά συνέπεια οι βασικές μελέτες των αποδόσεων και οι προσεγγίσεις στην ανάλυση των αποδόσεων θα είναι ίδιες και για τους δύο τύπους δικτύων. Λαμβάνοντας τα παραπάνω υπόψη, θα καθορίσουμε τις βασικές μετρήσεις της απόδοσης και έπειτα θα ερευνήσουμε τη βασική παράμετρος για τον καθορισμό της απόδοσης των δικτύων LAN/MAN, ιδιαίτερα γνωστή ως α. Έπειτα θα είμαστε σε θέση να εκτιμήσουμε την αλληλεξάρτηση των διάφορων παραγόντων που επηρεάζουν την απόδοση των LAN/MAN.

Τα αποτελέσματα που υπάρχουν για το τμήμα της απόδοσης στο πλαίσιο του τοπικού δικτύου συνοψίζονται στα παρακάτω μέρη. Όπως θα δούμε, τα αποτελέσματα αυτά οργανώνονται καλύτερα από την άποψη του πρωτοκόλλου ελέγχου πρόσβασης του μέσου.

2.2 Οι Μετρήσεις της Απόδοσης

Αρχικά θα χρησιμοποιήσουμε τρεις τύπους μετρήσεων για την απόδοση των δικτύων LAN/MAN:

A) D: delay , η καθυστέρηση που προκύπτει μεταξύ του χρόνου που ένα πακέτο ή ένα πλαίσιο είναι έτοιμο για μετάδοση από ένα κόμβο και της ολοκλήρωσης μιας επιτυχούς μετάδοσης.

B) S: το throughput του τοπικού δικτύου, ο συνολικός ρυθμός των δεδομένων που μεταδίδονται μεταξύ των κόμβων

Γ) U: utilization , η χρησιμοποίηση του μέσου του τοπικού δικτύου. Το κλάσμα της συνολικής χωρητικότητας που χρησιμοποιείται.

Οι μετρήσεις αυτές σχετίζονται με την απόδοση μέσα στο τοπικό δίκτυο. Παρακάτω θα ασχοληθούμε με το πώς σχετίζονται με τη συνολική απόδοση του δικτύου και με προσαρτημένες συσκευές.

Η παράμετρος S συχνά κανονικοποιείται και εκφράζεται ως κλάσμα της απόδοσης. Για παράδειγμα, εάν για τη χρονική διάρκεια 1 δευτερολέπτου, το σύνολο των επιτυχών μεταδόσεων δεδομένων μεταξύ κόμβων είναι 1 Mb σε ένα κανάλι 10-Mbps, τότε $S = 0.1$. Επομένως, το S μπορεί να ερμηνευτεί και ως χρησιμοποίηση. Η ανάλυση γίνεται σε σχέση με το συνολικό αριθμό των δυαδικών ψηφίων (bits) που μεταφέρονται, συμπεριλαμβάνοντας και τα overhead bits(headers, trailers). Οι υπολογισμοί και αυτή η προσέγγιση απομονώνει τις επιπτώσεις της απόδοσης του τοπικού δικτύου. Για να καθορίσουμε αν το throughput είναι αποδοτικό, θα πρέπει να ξεκινήσουμε το συλλογισμό ανάποδα.

Τα αποτελέσματα για τα S και D γενικά αποτυπώνονται ως λειτουργία του προσφερόμενου φορτίου G που είναι το πραγματικό φορτίο ή η ζήτηση κυκλοφορίας που παρουσιάζεται στο τοπικό δίκτυο. Πρέπει να σημειωθεί ότι το S και το G διαφέρουν. Το S είναι ο κανονικοποιημένος ρυθμός των πακέτων με δεδομένα που μεταδίδονται επιτυχώς. Το G είναι ο συνολικός αριθμός των πακέτων που προσφέρονται στο δίκτυο · περιλαμβάνει πακέτα ελέγχου, όπως tokens, και collisions, που είναι “κατεστραμμένα” πακέτα τα οποία πρέπει να μεταδοθούν ξανά. Επίσης, το G συχνά εκφράζεται ως κλάσμα της απόδοσης.

Ενστικτωδώς, περιμένουμε το D να αυξάνεται με το G: όσο η μεγαλύτερη κυκλοφορία συναγωνίζεται το χρόνο μετάδοσης, τόσο μεγαλύτερη

είναι η καθυστέρηση για οποιαδήποτε μετάδοση. Επίσης και το S θα πρέπει να αυξηθεί με το G, μέχρι ένα σημείο κορεσμού, πέρα από το οποίο το δίκτυο δεν μπορεί να αντέξει περισσότερο φορτίο.

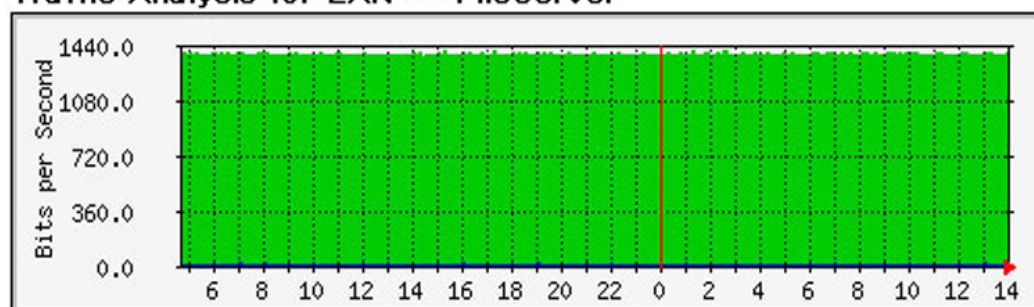
Ιδανική Κατάσταση

Το παρακάτω σχήμα απεικονίζει την «ιδανική κατάσταση»: το προσφερόμενο φορτίο είναι ίσο με την πλήρη χωρητικότητα του συστήματος, το utilization του καναλιού αυξάνει για να δεχτεί το φορτίο, έτσι η χρησιμοποίηση παραμένει στο 100%. Βέβαια, οποιαδήποτε overhead ή μη αποδοτικότητα θα προκαλέσει πτώση της απόδοσης. Η απεικόνιση του S έναντι του G είναι λογική από την άποψη του δικτύου. Δείχνει τη συμπεριφορά του συστήματος ανάλογα με το πραγματικό φορτίο που φέρει.

Ωστόσο, από την άποψη του χρήστη ή της προσαρτημένης συσκευής, μπορεί κάτι τέτοιο να φαίνεται παράξενο επειδή το προσφερόμενο φορτίο περιλαμβάνει όχι μόνο τις αρχικές μεταδόσεις, αλλά και επιβεβαιώσεις και επαναμεταδόσεις, σε περίπτωση σφαλμάτων ή συγκρούσεων.

Θα αναφερθούμε στα χαρακτηριστικά του throughput και της καθυστέρησης ως λειτουργία των δεδομένων που παράγονται από συσκευές για να περάσουν μέσα από το σύστημα – το εισαγόμενο φορτίο. Διαφορετικά αν εστιάσουμε στο δίκτυο, ο αναλυτής ενδιαφέρεται να μάθει πιο είναι το προσφερόμενο φορτίο, δεδομένου του εισαγόμενου φορτίου.

Traffic Analysis for LAN -- FileServer



Σχήμα: Βλέπουμε το «ιδανικό» utilization ενός καναλιού που εξυπηρετεί την μεταφορά αρχείων μέσα σε ένα τοπικό δίκτυο.

Συνοπτικά, έχουμε εισάγει δύο επιπλέον παραμέτρους:

G: το προσφερόμενο φορτίο στο τοπικό δίκτυο · ο συνολικός ρυθμός των δεδομένων που παρουσιάζονται στο δίκτυο προς μετάδοση

I: το εισαγόμενο φορτίο · ο συνολικός ρυθμός των δεδομένων που παράγεται από τους προσαρτημένους σταθμούς στο τοπικό δίκτυο.

Ο Πίνακας 1 αποτελεί ένα απλοποιημένο παράδειγμα που δείχνει τη σχέση μεταξύ αυτών των παραμέτρων. Εδώ υποθέτουμε ένα δίκτυο με χωρητικότητα $C = 1000$ πλαίσια ανά δευτερόλεπτο. Πιο απλά, τα I, S και G εκφράζονται σε πλαίσια ανά δευτερόλεπτο. Υποθέτουμε ότι 1% όλων των μεταδιδόμενων πλαισίων έχουν χαθεί και πρέπει να επαναληφθούν. Επομένως, αν πάρουμε μια εισαγωγή $I = 100$ πλαίσια ανά δευτερόλεπτο, κατά μέσο όρο θα επαναληφθεί 1 πλαίσιο ανά δευτερόλεπτο. Επομένως, $S = 100$ και $G = 101$. Υποθέτουμε ότι το εισαγόμενο φορτίο έρχεται σε δέσμες, μία φορά ανά δευτερόλεπτο. Τότε, κατά μέσο όρο θα έχουμε $I = 100$, $D = 0.0505$ δευτερόλεπτα. Η χρησιμοποίηση ορίζεται ως $S/C = 0.1$.

Πρέπει να σημειωθεί ότι για $I = 990$, χρησιμοποιείται ολόκληρη η χωρητικότητα του συστήματος ($G = 1000$). Αν το I αυξηθεί περισσότερο, το σύστημα δεν μπορεί να συμβαδίσει. Μόνο 1000 πλαίσια ανά δευτερόλεπτο μπορούν να μεταδίδονται. Επομένως, το S παραμένει στα 990 και το U στο 0.99. Όμως, το G και D αυξάνονται απεριόριστα, όσο περισσότερη καθυστερημένη δουλειά συσσωρεύεται · δεν υπάρχει τιμή σταθερής κατάστασης. Το μοτίβο αυτό θα επαναλαμβάνεται συνέχεια όσο θα προχωράμε παρακάτω.

2.3 Η Επίπτωση της Καθυστέρησης της Διάδοσης και του Ρυθμού

Μετάδοσης

Τα τοπικά δίκτυα ξεχωρίζουν από τα Δίκτυα ευρείας περιοχής από τη μία πλευρά και με τα συστήματα πολυεπεξεργασίας από την άλλη, ανάλογα με το ρυθμό των δεδομένων (R) που απασχολούνται και την απόσταση (d) της διαδρομής επικοινωνιών. Ουσιαστικά, μπορούμε να χρησιμοποιήσουμε το γινόμενο αυτών των δύο όρων, $R \cdot d$, για να χαρακτηρίσουμε τα τοπικά δίκτυα.

I	S	G	D	U	C πλαίσια/δευτερόλεπτο
100	100	101	0.0505	0.1	1000
500	500	505	0.2525	0.5	1000
990	990	1000	0.5	0.99	1000
2000	990	-		0.99	1000

Πίνακας 1: Παράδειγμα για τις σχέσεις μεταξύ των Μετρήσεων Απόδοσης (α , β) των Δικτύων LAN/MAN

α = Χωρητικότητα : 1000 πλαίσια/δευτερόλεπτο

β = I: εισαγόμενο φορτίο (πλαίσια ανά δευτερόλεπτο), S: throughput (πλαίσια ανά δευτερόλεπτο), G: προσφερόμενο φορτίο (πλαίσια ανά δευτερόλεπτο), D: καθυστέρηση (δευτερόλεπτα), U: χρησιμοποίηση (κλάσμα της χωρητικότητας).

Παρακάτω, όπως θα δούμε, αυτός ο όρος αποτελεί την πιο σημαντική παράμετρο για να καθορίζουμε την απόδοση ενός τοπικού δικτύου. Θα δούμε ότι η απόδοση ενός δικτύου είναι η ίδια, για παράδειγμα, τόσο για ένα δίαυλο 100-Mbps, 1 km, όσο και για ένα δίαυλο 10-Mbps, 10 km. Για να είναι πιο κατανοητή η έννοια του τύπου $R \cdot d$, το διαιρούμε με την ταχύτητα διάδοσης του μέσου, που είναι σταθερή στα περισσότερα μέσα που μας ενδιαφέρουν.

Μία καλή προσέγγιση για την ταχύτητα διάδοσης είναι περίπου δύο τρίτα ($2/3$) της ταχύτητας του φωτός, ή $2 \cdot 10^8$ m/s. Μια διαστατή ανάλυση του τύπου

$$\frac{Rd}{V}$$

δείχνει ότι είναι ίσος με το μήκος του μέσου μετάδοσης σε bits, δηλαδή τον αριθμό των bits που μπορεί να μεταδίδονται μεταξύ δύο κόμβων σε οποιαδήποτε χρονική στιγμή.

Βλέπουμε ότι αυτό πραγματικά διαχωρίζει τα τοπικά δίκτυα από τα δίκτυα πολυεπεξεργασίας και μεγάλης απόστασης. Μέσα σε ένα σύστημα πολυεπεξεργασίας υπάρχουν γενικά μονάχα μερικά bits σε μετάδοση. Για παράδειγμα, το τελευταίο κανάλι IBM I/O λειτουργεί μέχρι τα 24 Mbps καλύπτοντας μια απόσταση μέχρι 120 m που φέρει το πολύ 15bits. Η επικοινωνία από επεξεργαστή σε επεξεργαστή μέσα σε έναν Η/Υ θα περιλαμβάνει λιγότερα δυαδικά ψηφία από αυτά που υπάρχουν κατά τη μετάδοση. Από την άλλη πλευρά, το μήκος των bits ενός δικτύου μεγάλης απόστασης μπορεί να είναι εκατοντάδες χιλιάδες bits. Στο ενδιαμέσο, υπάρχουν τα τοπικά ψηφία. Μερικά παραδείγματα: ένα σύστημα Ethernet 500-m (10 Mbps) έχει μήκος 25bits, ένα τυπικό τοπικό δίκτυο ευρείας ζώνης 5-km (5 Mbps) έχει μήκος 250bits περίπου.

Ένας χρήσιμος τρόπος για να το εξετάσουμε είναι να αναλογιστούμε το μήκος του μέσου σε σχέση με το τυπικό πλαίσιο που μεταδίδεται. Τα συστήματα πολυεπεξεργασίας έχουν πολύ μικρά μήκη bits σε σχέση με το μήκος πλαισίου, ενώ τα δίκτυα μεγάλης απόστασης έχουν πολύ μεγάλα μήκη. Τα τοπικά δίκτυα έχουν γενικά πιο μικρό μήκος από ένα πλαίσιο, έχοντας περίπου το ίδιο μέγεθος με το πλαίσιο.

Συνεπώς, μπορούμε να δούμε ότι το γεγονός αυτό κάνει τη διαφορά.

Αρχικά συγκρίνουμε τα τοπικά δίκτυα με ηλεκτρονικούς υπολογιστές πολυεπεξεργασίας. Σε γενικές γραμμές, σε ένα σύστημα πολυεπεξεργασίας τα πράγματα συμβαίνουν σχεδόν αυτόματα. Όταν ένα στοιχείο αρχίζει να μεταδίδει, τα υπόλοιπα το γνωρίζουν σχεδόν αμέσως. Για τα τοπικά δίκτυα, το σχετικό χρονικό κενό οδηγεί σε κάθε είδους περιπλοκή στα πρωτόκολλα ελέγχου πρόσβασης του μέσου, όπως είδαμε.

Ας συγκρίνουμε τα δίκτυα μεγάλης απόστασης με τα τοπικά δίκτυα. Για να μπορούμε να αναμένουμε υψηλή απόδοση, η σύνδεση μεγάλης διάρκειας πρέπει να επιτρέπει την ταυτόχρονη μετάδοση πολλαπλών πλαισίων. Αυτό θέτει συγκεκριμένες απαιτήσεις στο πρωτόκολλο επιπέδου-σύνδεσης, που πρέπει να αντιμετωπίσει μια σειρά από εκκρεμή πλαίσια που περιμένουν επιβεβαίωση. Τα πρωτόκολλα των LAN και MAN γενικά επιτρέπουν να

μεταδίδεται μόνο ένα πλαίσιο ή το πολύ μερικά πλαίσια για κάποια πρωτόκολλα δακτυλίου. Αυτό επηρεάζει το πρωτόκολλο πρόσβασης.

Το μήκος του μέσου, όπως εκφράζεται σε bits, σε σύγκριση με το μήκος ενός τυπικού πλαισίου συνήθως δηλώνεται με α:

$$\alpha = \frac{\text{length of data path}}{\text{length of frame}} \quad \begin{array}{l} \text{(μήκος της διαδρομής δεδομένων (σε δυαδικά ψηφία))} \\ \text{(μήκος πλαισίου)} \end{array}$$

Με κάποια επεξεργασία έχουμε

$$\alpha = \frac{Rd}{VL}$$

όπου L είναι το μήκος του πλαισίου. Όμως d/V είναι ο χρόνος διάδοσης στο μέσο (στην χειρότερη περίπτωση), και L/R είναι ο χρόνος που χρειάζεται ο πομπός για να μεταδώσει ένα ολόκληρο πλαίσιο στο μέσο. Επομένως,

$$\alpha = \frac{\text{χρόνος διάδοσης}}{\text{χρόνος μετάδοσης}}$$

Οι τυπικές τιμές του α κυμαίνονται από 0.01 ως 0.1 για τα δίκτυα LAN και 0.01 μέχρι και περισσότερο από 1 για τα δίκτυα MAN. Ο Πίνακας 2 που ακολουθεί δίνει μερικές ενδεικτικές τιμές για την τοπολογία διαύλου. Υπολογίζοντας το α, ο μέγιστος χρόνος διάδοσης ενός δικτύου ευρείας ζώνης είναι το διπλάσιο μήκος της μεγαλύτερης διαδρομής από το τέλος της κεφαλής, συν την καθυστέρηση, αν υπάρχει, στο τέλος της κεφαλής. Όσον αφορά τα δίκτυα δακτυλίου και διαύλου βασικής ζώνης, στο χρόνο διάδοσης πρέπει να περιλαμβάνονται και οι καθυστερήσεις του επαναλήπτη.

Η παράμετρος α καθορίζει ένα ανώτερο όριο χρησιμοποίησης ενός τοπικού δικτύου. Αναλογιστείτε ένα απολύτως αποδοτικό μηχανισμό πρόσβασης που επιτρέπει μονάχα μία μετάδοση ανά φορά. Μόλις τελειώνει μία μετάδοση, τότε ένας άλλος κόμβος ξεκινάει να μεταδίδει. Επιπλέον, η μετάδοση περιλαμβάνει μόνο δεδομένα, όχι overhead bits. (Σημείωση: αυτές οι συνθήκες θα πραγματοποιούνται σε ψηφιακούς μεταγωγείς, όχι όμως στα δίκτυα LAN και MAN). Τη μέγιστη δυνατή χρησιμοποίηση του δικτύου μπορούμε να την εκφράσουμε με το λόγο του συνολικού throughput του συστήματος προς τη χωρητικότητα ή το εύρος ζώνης:

$$U = \frac{\text{throughput}}{R} = \frac{L}{\text{χρόνος διάδοσης} + \text{μετάδοσης}} \cdot \frac{1}{R}$$

$$= \frac{L(d/V + L/R)}{R} = \frac{1}{1+\alpha}$$

Επομένως, η χρησιμοποίηση είναι αντιστρόφως ανάλογη προς το α . Στο σχήμα αυτό απεικονίζεται ένας δίαυλος βασικής ζώνης με δύο σταθμούς, όσο το δυνατόν πιο μακριά ο ένας από τον άλλο (στη χειρότερη περίπτωση), που ο ένας μετά τον άλλο στέλνουν μεταξύ τους πλαίσια. Αν κανονικοποιήσουμε το χρόνο ώστε ο χρόνος μετάδοσης των πλαισίων να ισούται με 1, τότε α = χρόνος διάδοσης. Η ακολουθία των γεγονότων εκφράζεται ως εξής:

Ένας σταθμός ξεκινάει να μεταδίδει στο t_0 .

Η αποδοχή ξεκινάει στο $t_0 + \alpha$.

Η μετάδοση ολοκληρώνεται στο $t_0 + 1$.

Η αποδοχή τελειώνει στο $t_0 + 1 + \alpha$.

Ο δεύτερος σταθμός ξεκινάει να μεταδίδει.

Το δεύτερο γεγονός λαμβάνει χώρα μετά το τρίτο γεγονός εάν $\alpha > 1.0$. Σε οποιαδήποτε περίπτωση, ο συνολικός χρόνος για μία «φορά» είναι $1 + \alpha$, αλλά ο χρόνος μετάδοσης είναι μόνο 1, για τη χρησιμοποίηση $1/(1 + \alpha)$.

Ρυθμός Δεδομένων (Mbps)	Μέγεθος Πακέτου (δυαδικά ψηφία - bits)	Μήκος Καλωδίου (km)	α
1	100	1	0.05
1	1,000	10	0.05
1	100	10	0.5
10	100	1	0.5
10	1,000	1	0.05
10	1,000	10	0.5
10	10,000	10	0.05
50	10,000	1	0.025
50	100	1	2.5

ΠΙΝΑΚΑΣ 2: Οι τιμές του α

Το ίδιο αποτέλεσμα έχουμε και στο token ring. Σε αυτή την περίπτωση υποθέτουμε ότι ένας σταθμός μεταδίδει και έπειτα περιμένει να λάβει τη δική του μετάδοση, προτού αρχίσει να μεταδίδει ο άλλος σταθμός. Και εδώ ισχύει ακριβώς η ίδια ακολουθία γεγονότων που περιγράψαμε παραπάνω.

Η εξίσωση παριστάνεται στο Σχήμα 4. Οι συνέπειες για το throughput περιγράφονται στο Σχήμα 5. Όσο αυξάνεται το προσφερόμενο φορτίο, το throughput παραμένει ίση με το προσφερόμενο φορτίο μέχρι την πλήρη χωρητικότητα του δικτύου [όταν $S = G = 1/(1 + \alpha)$], και έπειτα παραμένει στο $S = 1/(1 + \alpha)$ καθώς το φορτίο αυξάνεται.

Επομένως μπορούμε να πούμε ότι ένα ανώτερο όριο στη χρησιμοποίηση ή στην αποδοτικότητα ενός δικτύου LAN ή MAN είναι $1/(1 + \alpha)$, ασχέτως από το πρωτόκολλο πρόσβασης του μέσου που χρησιμοποιείται.

Εδώ υπάρχουν δύο περιορισμοί:

Πρώτον, αυτό υποθέτει ότι σε κάθε μετάδοση χρησιμοποιείται ο μέγιστος χρόνος διάδοσης.

Δεύτερον, αυτό υποθέτει ότι μόνο μία μετάδοση μπορεί να λαμβάνει χώρα κάθε φορά.

Οι υποθέσεις αυτές δεν ισχύουν πάντα. Ωστόσο, ο τύπος $1/(1 + \alpha)$ συνήθως αποτελεί το ανώτερο όριο, επειδή τα overheads του πρωτοκόλλου πρόσβασης του μέσου αναπληρώνουν την έλλειψη ισχύος αυτών των υποθέσεων.

Το overhead δεν μπορεί να αποφευχθεί. Τα frames πρέπει να περιλαμβάνουν bits διεύθυνσης και συγχρονισμού. Υπάρχουν διαχειριστικά overhead για τον έλεγχο του πρωτοκόλλου. Επιπλέον, υπάρχουν διάφορες μορφές overheads που χαρακτηρίζουν ένα ή περισσότερα πρωτόκολλα.

Τις αναφέρουμε συνοπτικά για τα πιο σημαντικά πρωτόκολλα:

- *Πρωτόκολλα ανταγωνισμού (ALOHA, S-ALOHA, CSMA, CSMA/CD)*: χαμένος χρόνος λόγω συγκρούσεων · ανάγκη για frames επιβεβαίωσης. Το S-ALOHA απαιτεί το μέγεθος των cells να ισούται με τη μετάδοση συν το μέγιστο χρόνο διάδοσης.

- *Δίαυλος με σκυτάλη*: ο χρόνος αναμονής για τη σκυτάλη, αν οι σταθμοί που λογικά μεσολαβούν δεν έχουν δεδομένα να στείλουν · σκυτάλη μετάδοσης · πλαίσια επιβεβαίωσης.

- *Δακτύλιος με σκυτάλη*: ο χρόνος αναμονής για τη σκυτάλη αν οι σταθμοί που μεσολαβούν δεν έχουν δεδομένα να στείλουν.

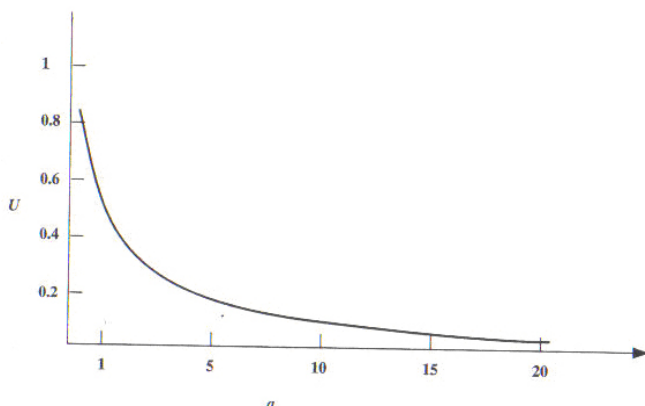
- *Explicit reservation*: μετάδοση δέσμευσης, επιβεβαιώσεις.

- *Implicit reservation*: overhead πρωτοκόλλου που χρησιμοποιούνται για τη δημιουργία επιβεβαιώσεων της δέσμευσης.

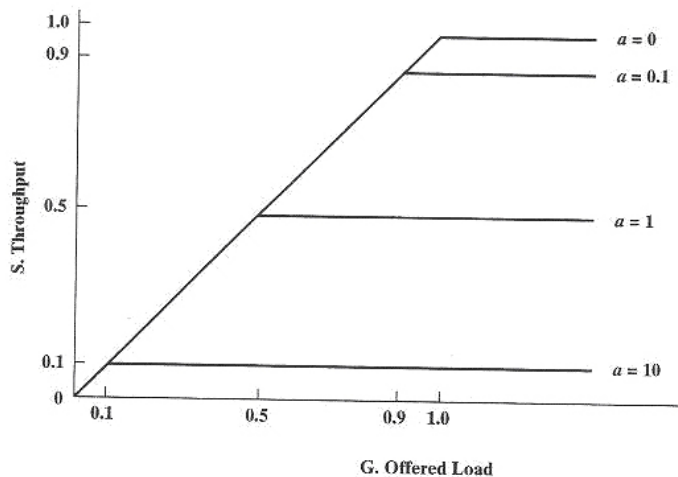
Υπάρχουν δύο διακριτές επιπτώσεις εδώ.

Η μία είναι ότι η αποδοτικότητα ή η χρησιμοποίηση ενός καναλιού μειώνεται καθώς το α αυξάνεται. Αυτό το γεγονός, βέβαια, επηρεάζει το throughput.

Η άλλη επίπτωση είναι ότι τα overhead που μπορούν να αποδοθούν σε ένα πρωτόκολλο σπαταλούν το εύρος ζώνης και συνεπώς μειώνουν την αποδοτική χρησιμοποίηση και το αποδοτικό throughput.



ΣΧΗΜΑ 4: Η Χρησιμοποίηση ως Λειτουργία του α



ΣΧΗΜΑ 5: Η Επίπτωση του α στο Throughput

Γενικά, μπορούμε να σκεφτούμε αυτές τις δύο επιπτώσεις ως ανεξάρτητες και προσθετές. Ωστόσο, θα δούμε ότι για τα πρωτόκολλα ανταγωνισμού υπάρχει έντονη αλληλεπίδραση τόσο που τα overhead αυτών των πρωτοκόλλων αυξάνονται ως λειτουργία του α .

Σε οποιαδήποτε περίπτωση, είναι επιθυμητό να κρατήσουμε τον α όσο πιο χαμηλό γίνεται.

Εξετάζοντας πάλι τον καθοριστικό τύπο για ένα σταθερό δίκτυο, ο α μπορεί να μειωθεί αν αυξήσουμε το μέγεθος του πλαισίου. Κάτι τέτοιο είναι χρήσιμο μόνο αν το μήκος των μηνυμάτων που παράγει ένας σταθμός είναι ένα ακέραιο πολλαπλάσιο του μεγέθους πλαισίου (μη συμπεριλαμβανομένων των overheads bits). Διαφορετικά, το μεγάλο μέγεθος του πλαισίου αποτελεί πηγή απώλειας. Επιπλέον, ένα μεγάλο μέγεθος πλαισίου αυξάνει την καθυστέρηση για τους άλλους σταθμούς. Αυτό μας οδηγεί στους διάφορους παράγοντες που επηρεάζουν την απόδοση των δικτύων LAN/MAN.

2.4 Παράγοντες που επηρεάζουν την Απόδοση

Σε αυτό το σημείο καταγράφουμε τους παράγοντες που επηρεάζουν την απόδοση ενός δικτύου LAN ή MAN. Αυτό που μας ενδιαφέρει είναι το μέρος που είναι ανεξάρτητο από τις προσαρτημένες συσκευές – εκείνοι οι παράγοντες που είναι αποκλειστικά υπό τον έλεγχο του σχεδιαστή τοπικών δικτύων. Οι κύριοι παράγοντες είναι:

- Χωρητικότητα
- Καθυστέρηση διάδοσης
- Αριθμός δυαδικών ψηφίων ανά πλαίσιο
- Πρωτόκολλα τοπικών δικτύων
- Προσφερόμενο φορτίο
- Αριθμός σταθμών

Οι τρεις πρώτοι όροι έχουν ήδη σχολιαστεί. Αυτοί καθορίζουν την τιμή του α. Έπειτα έχουμε τα πρωτόκολλα τοπικών δικτύων: φυσικά, πρόσβασης του μέσου και σύνδεσης. Το φυσικό επίπεδο δεν αποτελεί ιδιαίτερα παράγοντα. Γενικά μπορεί να συμβαδίζει με τις μεταδόσεις και τις αποδοχές με μια μικρή καθυστέρηση. Το επίπεδο σύνδεσης προσθέτει κάποια overhead bits σε κάθε πλαίσιο και κάποια διαχειριστικά overheads όπως εικονική διαχείριση κυκλώματος και επιβεβαιώσεις. Τέλος, υπάρχει το επίπεδο πρόσβασης του μέσου, το οποίο επιδρά σημαντικά στην απόδοση του δικτύου.

Οι τρεις πρώτοι παράγοντες, που αναφέρθηκαν παραπάνω, χαρακτηρίζουν το δίκτυο. Γενικά θεωρούνται ως σταθερές ή δεδομένα. Το πρωτόκολλο τοπικών δικτύων αποτελεί το κέντρο του σχεδιασμού – ποια επιλογή πρέπει να γίνει. Οι επόμενοι δύο παράγοντες, το προσφερόμενο φορτίο και ο αριθμός των σταθμών, ασχολούνται με τον καθορισμό της απόδοσης ως λειτουργία αυτών των δύο μεταβλητών. Τονίζουμε ότι αυτές τις δύο μεταβλητές πρέπει να τις μεταχειριστούμε ξεχωριστά. Βέβαια, είναι αλήθεια ότι για ένα σταθερό προσφερόμενο φορτίο ανά σταθμό, το συνολικό προσφερόμενο φορτίο αυξάνει, καθώς αυξάνει ο αριθμός των σταθμών. Η ίδια αύξηση μπορεί να επιτευχθεί, διατηρώντας σταθερό τον αριθμό των σταθμών, αλλά αυξάνοντας το προσφερόμενο φορτίο ανά σταθμό. Ωστόσο,

όπως θα δούμε, η απόδοση του δικτύου θα διαφοροποιηθεί σε αυτές τις δύο περιπτώσεις.

Ένας παράγοντας που δεν έχει καταγραφεί παραπάνω είναι ο ρυθμός σφαλμάτων του καναλιού. Ένα σφάλμα κατά τη μετάδοση ενός πλαισίου απαιτεί επαναμετάδοση. Επειδή οι ρυθμοί σφαλμάτων στα τοπικά δίκτυα είναι τόσο αργοί, πιθανώς να μην αποτελεί ιδιαίτερα σημαντικό παράγοντα.

Κεφάλαιο 3^ο

3.1 Απόδοση LAN

Σημαντική εργασία έχει διεξαχθεί στην ανάλυση της απόδοσης των διάφορων πρωτοκόλλων LAN για bus / tree και ring. Θα αναφέρουμε συνοπτικά τα αποτελέσματα των πρωτοκόλλων που είναι περισσότερο κοινά για τα δίκτυα LAN.

Ξεκινάμε παρουσιάζοντας μια ευκολόχρηστη τεχνική για να καθορίσουμε γρήγορα τα όρια στην απόδοση. Συνήθως, αυτή η απλή προσέγγιση επαρκεί για να καθορίσουμε το μέγεθος του συστήματος. Έπειτα παρουσιάζεται μια σύγκριση αυτών των τριών πρωτοκόλλων, όπως έχουν τυποποιηθεί από τα πρότυπα IEEE 802 (CSMA/CD, δίαυλος με σκυτάλη, δακτύλιος με σκυτάλη). Θα δώσουμε μια γενική εικόνα της συγκριτικής απόδοσής τους.

Έπειτα θα εξετάσουμε τα πρωτόκολλα ανταγωνισμού και θα αφιερώσουμε περισσότερο χρόνο στην εξαγωγή αποτελεσμάτων. Αυτή η διαδικασία θα μας δώσει μια ιδέα για τις υποθέσεις που πρέπει να γίνουν και τους περιορισμούς των αποτελεσμάτων. Όπως θα δούμε, η βάση αυτής της αστάθειας αποτελεί ένα θετικό μηχανισμό ανάδρασης που συμπεριφέρεται ελλιπώς κάτω από συνθήκες βαρύ φορτίου.

3.2 Όρια της Απόδοσης

Ο κύριος σκοπός μας είναι να παρουσιάσουμε μια απλή τεχνική για τον καθορισμό ορίων στην απόδοση ενός δικτύου LAN. Αν και έχει διεξαχθεί σημαντική εργασία στην ανάπτυξη αναλυτικών μοντέλων και μοντέλων προσομοίωσης της απόδοσης διάφορων πρωτοκόλλων LAN, το μεγαλύτερο κομμάτι από αυτή την εργασία αμφισβητείται λόγω των περιοριστικών υποθέσεων που έχουν τεθεί. Επιπλέον, ακόμη κι αν τα μοντέλα ίσχυαν, παρέχουν ένα επίπεδο ανάλυσης που δεν χρειάζεται ο σχεδιαστής τοπικών δικτύων.

Ένα λογικό επιχείρημα μπορεί να διευκρινίσει αυτό το σημείο. Σε οποιοδήποτε δίκτυο LAN ή MAN, υπάρχουν τρεις περιοχές λειτουργίας με βάση το μέγεθος του προσφερόμενου φορτίου:

1. *Μια περιοχή μικρής καθυστέρησης* μέσα στο δίκτυο, όπου η χωρητικότητα επαρκεί για να αντιμετωπίσει το προσφερόμενο φορτίο.
2. *Μια περιοχή μεγάλης καθυστέρησης*, όπου στο δίκτυο παρατηρείται bottleneck. Σε αυτή την περιοχή, δαπανάται σχετικά περισσότερος χρόνος στον έλεγχο της πρόσβασης στο δίκτυο και λιγότερος στη μετάδοση πραγματικών δεδομένων σε σύγκριση με την περιοχή μικρής καθυστέρησης.
3. *Μια περιοχή απεριόριστης καθυστέρησης*, όπου το προσφερόμενο φορτίο υπερβαίνει τη συνολική χωρητικότητα του συστήματος.

Αυτή η τελευταία περιοχή αναγνωρίζεται εύκολα. Για παράδειγμα, ας εξετάσουμε το παρακάτω δίκτυο:

Χωρητικότητα = 1 Mbps

Αριθμός σταθμών = 1000

Μέγεθος πλαισίου = 1000 bits

Αν, κατά μέσο όρο, ο κάθε σταθμός παράγει δεδομένα με ρυθμό που υπερβαίνει το 1 πλαίσιο ανά δευτερόλεπτο, τότε το συνολικό προσφερόμενο φορτίο υπερβαίνει το 1 Mbps. Η καθυστέρηση σε κάθε σταθμό θα αυξάνει απεριόριστα.

Η τρίτη περιοχή πρέπει να αποφεύγεται. Σχεδόν πάντα όμως, θέλουμε να αποφεύγουμε και τη δεύτερη περιοχή. Η δεύτερη περιοχή δηλώνει ανεπαρκή χρήση στο δίκτυο. Επιπλέον, ένα ξαφνικό κύμα

δεδομένων στη δεύτερη περιοχή θα μπορούσε να προκαλέσει αντίστοιχες αυξήσεις στην ήδη μεγάλη καθυστέρηση. Στην πρώτη περιοχή, το δίκτυο δεν αποτελεί bottleneck και θα συμβάλλει ελάχιστα στην όλη καθυστέρηση.

Επομένως αυτό που θα εξετάσουμε είναι σε ποια περιοχή θα λειτουργήσει το δίκτυο, με βάση το προβαλλόμενο φορτίο και τα χαρακτηριστικά δικτύου. Αυτό που πρέπει να αναγνωρίσουμε είναι το όριο μεταξύ των δύο πρώτων περιοχών. Αν το δίκτυο λειτουργεί κάτω από αυτό το όριο, δεν θα προκαλέσει στενωπό επικοινωνιών. Αν λειτουργεί πάνω από το όριο, υπάρχει λόγος για ανησυχίας και πιθανώς για επανασχεδιασμό.

Οπότε τίθεται το ζήτημα με πόση ακρίβεια πρέπει να γνωρίζουμε το όριο. Το φορτίο στο δίκτυο θα ποικίλλει με το χρόνο και μπορεί μονάχα να εκτιμηθεί. Επειδή οι εκτιμήσεις για τα φορτία δεν είναι ακριβείς, δεν είναι απαραίτητο να γνωρίζουμε που ακριβώς είναι το όριο. Αν μπορούμε να προσεγγίσουμε το όριο, τότε μπορούμε να υπολογίσουμε το μέγεθος του δικτύου, έτσι ώστε το εκτιμώμενο φορτίο να βρίσκεται κάτω από το όριο. Στο παράδειγμα που περιγράψαμε, το εκτιμώμενο φορτίο είναι 1 Mbps. Αν η χωρητικότητα του δικτύου LAN είναι τέτοια ώστε το όριο να είναι 4 Mbps, ο σχεδιαστής είναι βέβαιος ότι το δίκτυο δεν θα αποτελέσει στενωπό.

Λαμβάνοντας τα παραπάνω σημεία υπόψη, παρουσιάζουμε μια τεχνική για την εκτίμηση των ορίων της απόδοσης, με βάση την προσέγγιση της επιτροπής των προτύπων IEEE 802 [STUC85]. Αρχικά ας αγνοήσουμε το πρωτόκολλο ελέγχου πρόσβασης του μέσου και ας δημιουργήσουμε όρια για το throughput και την καθυστέρηση ως λειτουργία του αριθμού των ενεργών σταθμών. Απαιτούνται τέσσερα μεγέθη:

T_{idle} = ο μέσος χρόνος όπου ένας σταθμός παραμένει αδρανής μεταξύ των προσπαθειών για μετάδοση ενώ δεν έχει μηνύματα που να αναμένουν μετάδοση

T_{msg} = ο χρόνος που απαιτείται για τη μετάδοση ενός μηνύματος από τη στιγμή που υπάρχει πρόσβαση του μέσου

T_{delay} = η μέση καθυστέρηση που υπάρχει από τη στιγμή που ένας σταθμός πρέπει να μεταδώσει ένα πακέτο μέχρι την ολοκλήρωση της μετάδοσης, συμπεριλαμβάνεται ο χρόνος αναμονής στην ουρά και ο χρόνος μετάδοσης.

S_{THRU} = το μέσο συνολικό throughput των μηνυμάτων στο δίκτυο

ανάλογα με το χρόνο.

Θεωρούμε ότι υπάρχουν N ενεργοί σταθμοί, ο καθένας με τις ίδιες απαιτήσεις που πηγάζουν από το φορτίο. Για να βρεθεί το ανώτερο όριο του συνολικού throughput, υποθέτουμε την ιδανική κατάσταση όπου δεν υπάρχει καθυστέρηση λόγω αναμονής στην ουρά: ο κάθε σταθμός μεταδίδει όταν είναι έτοιμος. Έτσι ο κάθε σταθμός εναλλάσσεται μεταξύ της αδράνειας και μετάδοσης με throughput $1 / (T_{idle} + T_{msg})$. Το μέγιστο throughput είναι απλώς το άθροισμα του throughput όλων των N σταθμών:

$$THRU \leq \frac{N}{T_{idle} + T_{msg}} \quad (2)$$

Αυτό το ανώτερο όριο αυξάνει καθώς αυξάνει το N , αλλά είναι λογικό μέχρι το σημείο της ανεπεξέργαστης χωρητικότητας του δικτύου, που εκφράζεται

$$THRU \leq \frac{1}{T_{msg}} \quad (3)$$

Το σημείο διακοπής μεταξύ αυτών των δύο ορίων προκύπτει σε

$$\frac{N}{T_{idle} + T_{msg}} = \frac{1}{T_{msg}} \quad (4)$$

$$N = \frac{T_{idle} + T_{msg}}{T_{msg}}$$

Αυτό το σημείο διακοπής ορίζει δύο περιοχές λειτουργίας. Αν ο αριθμός των σταθμών είναι κάτω από το σημείο διακοπής, το σύστημα δεν παράγει αρκετό φορτίο για να χρησιμοποιείται όλη τη χωρητικότητα του συστήματος. Ωστόσο, αν είναι πάνω από το σημείο διακοπής, το δίκτυο αντιμετωπίζει κορεσμό: χρησιμοποιείται πλήρως και δεν έχει τη δυνατότητα να ικανοποιήσει τις απαιτήσεις των προσαρτημένων σταθμών.

Για να κατανοήσουμε τη λογικότητα του σημείου διακοπής, θεωρούμε ότι η χωρητικότητα του δικτύου είναι $1 / T_{msg}$. Για παράδειγμα, αν χρειάζεται $1\mu s$ για να μεταδώσει ένα μήνυμα, ο ρυθμός των δεδομένων είναι 10^6 μηνύματα ανά δευτερόλεπτο. Η κυκλοφορία που δημιουργείται από τους N σταθμούς είναι $N / (T_{idle} + T_{msg})$. Αν η κυκλοφορία υπερβεί τη χωρητικότητα

του δικτύου, τα μηνύματα θα συσσωρεύονται και η καθυστέρηση αυξάνει.

Επίσης, πρέπει να σημειωθεί ότι η κυκλοφορία αυξάνει, είτε αυξάνοντας τον αριθμό των σταθμών (N), είτε αυξάνοντας το ρυθμό με τον οποίο οι σταθμοί μεταδίδουν μηνύματα (μείωση του T_{idle}).

Λαμβάνοντας υπόψη τα παραπάνω, θέτουμε ένα κατώτερο όριο στην καθυστέρηση.

Ξεκάθαρα,

$$T_{delay} > T_{msg} \quad (5)$$

Ας υποθέσουμε τώρα ότι η ακόλουθη σχέση θα ισχύει με οποιαδήποτε φορτίο:

$$THRU = \frac{N}{T_{idle} + T_{delay}} \quad (6)$$

Από τη στιγμή που $1/(T_{idle} + T_{delay})$ είναι το throughput κάθε σταθμού. Συνδυάζοντας το (3) και (6), έχουμε

$$T_{delay} > NT_{msg} - T_{idle}$$

Ο υπολογισμός του σημείου διακοπής, συνδυάζοντας το (5) με την παραπάνω εξίσωση, δίνει το ίδιο αποτέλεσμα όπως προηγουμένως (Σχήμα 6). Πρέπει να έχουμε υπόψη μας ότι τα όρια αυτά είναι ασύμπτωτα της πραγματικής καθυστέρησης και των καμπύλων του throughput. Το σημείο διακοπής οροθετεί δύο περιοχές. Κάτω από το σημείο διακοπής, η χωρητικότητα υποχρησιμοποιείται και η καθυστέρηση μικρή. Πάνω από το σημείο διακοπής, η χωρητικότητα αντιμετωπίζει κορεσμό και η καθυστέρηση είναι τεράστια. Στην πραγματικότητα οι αλλαγές είναι περισσότερο σταδιακές και όχι απότομες.

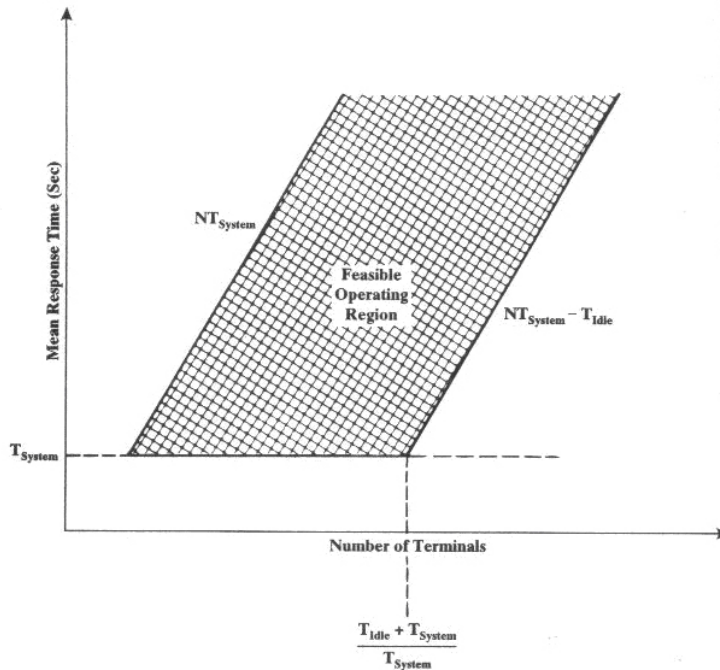
Τα όρια στην άλλη πλευρά βρίσκονται πολύ εύκολα. Η καθυστέρηση θα μεγιστοποιούταν αν όλοι οι N σταθμοί μετέδιδαν ένα μήνυμα ταυτόχρονα:

$$T_{delay} < NT_{msg}$$

Αν το συνδυάσουμε με το (6) μας δίνει

$$T_{\text{THRU}} \leq \frac{N}{T_{\text{idle}} + NT_{\text{msg}}}$$

Αυτά τα όρια μας δίνουν μια γενική εικόνα της συμπεριφοράς του συστήματος. Μας επιτρέπουν να κάνουμε έναν απλό υπολογισμό για να καθορίσουμε αν ένα δεδομένο σύστημα είναι μέσα σε λογικά όρια.



ΣΧΗΜΑ 6: Εφικτή Λειτουργική Περιοχή, Σύστημα Zero Overhead

Ας ξεκαθαρίσουμε τη χρήση αυτών των εξισώσεων με δύο παραδείγματα. Πρώτα, σκεφτείτε ένα σταθμό εργασίας προσαρτημένο σε ένα τοπικό δίκτυο του 1Mbps που παράγει, κατά μέσο όρο, τρία μηνύματα ανά λεπτό, με μέσο όρο μηνυμάτων 500bits. Ο χρόνος μετάδοσης είναι 500μs και ο μέσος χρόνος αδράνειας είναι 20 s. Ο αριθμός των σταθμών στο σημείο διακοπής είναι

$$N = \frac{20}{500 \cdot 10^{-6}} = 40,000 \text{ σταθμοί}$$

Αν ο αριθμός των σταθμών είναι πολύ πιο μικρός από αυτόν, π.χ. 1000, δεν θα υπάρξει πρόβλημα συμφόρησης. Αν είναι πολύ μεγαλύτερος, π.χ. 100,000, θα υπάρξει πρόβλημα συμφόρησης.

Κατά δεύτερο λόγο, θεωρούμε μια σειρά από σταθμούς που παράγουν ψηφιοποιημένα πακέτα ομιλίας PCM σε ένα τοπικό δίκτυο των 10 Mbps. Τα δεδομένα παράγονται με ρυθμό 64 kbps. Για 0.1-s πακέτα, ο χρόνος μετάδοσης ανά πακέτο είναι 640 μ s. Επομένως,

$$N = \frac{0.1}{640 * 10^{-6}} = 156 \text{ σταθμοί}$$

Γενικά, δεν περιμένουμε να είναι ενεργοί όλοι οι σταθμοί ομιλίας (τηλεφωνικές συσκευές) ταυτόχρονα. Ενδεχομένως, το ένα τέταρτο να είναι μια λογική εκτίμηση, οπότε το σημείο διακοπής είναι περίπου στους 600 σταθμούς.

Όπως θα παρατηρήσατε και στα δύο παραδείγματα, είναι εφικτό να εκτιμήσουμε το μέγεθος του συστήματος χωρίς να γνωρίζουμε το πρωτόκολλο. Τα μόνα δεδομένα που χρειάζονται είναι το φορτίο που παράγεται ανά σταθμό και η χωρητικότητα του δικτύου.

Οι παραπάνω υπολογισμοί βασίζονται σε ένα σύστημα χωρίς overhead. Παρέχουν όρια για ένα σύστημα με τέλειο χρονοπρογραμματισμό. Ένας τρόπος υπολογισμού του overhead είναι να αντικαταστήσουμε το T_{msg} με T_{sys} , όπου το δεύτερο μέγεθος περιλαμβάνει μια εκτίμηση των overhead ανά πακέτο.

Μπορούμε να έχουμε μία περισσότερο ακριβή εκτίμηση της απόδοσης λαμβάνοντας υπόψη το πρωτόκολλο. Δημιουργούμε τα αποτελέσματα για τη μεταβίβαση σκυτάλης. Αυτό το πρωτόκολλο, για δίαυλο ή δακτύλιο, έχει τα ακόλουθα χαρακτηριστικά:

- Οι σταθμοί έχουν τη δυνατότητα να μεταδίδουν ακολουθώντας μια σταθερή κυκλική ακολουθία.
- Σε κάθε ευκαιρία, ο σταθμός μπορεί να μεταδίδει ένα μήνυμα.
- Τα frames μπορούν να έχουν σταθερό ή μεταβλητό μήκος.

Χρειάζονται κάποιοι επιπλέον όροι:

$R(K)$ = μέσος ρυθμός throughput (μηνύματα /δευτερόλεπτο) του σταθμού K

T_{over} = συνολικά overhead (δευτερόλεπτα) σε ένα κύκλο των N σταθμών

C = διάρκεια (δευτερόλεπτα) ενός κύκλου

$UTIL(K)$ = χρησιμοποίηση του δικτύου λόγω του σταθμού K

Ας ξεκινήσουμε με την υπόθεση ότι κάθε σταθμός πάντα έχει μηνύματα να μεταδώσει. Το σύστημα δεν είναι ποτέ αδρανές. Το κλάσμα του χρόνου κατά το οποίο το δίκτυο είναι απασχολημένο με το να χειρίζεται τις απαιτήσεις του σταθμού K είναι

$$UTIL(K) = R(K)T_{msg}(K)$$

Για να συμβαδίζει με τις εργασίες, το σύστημα δεν πρέπει να επιβαρύνεται με φορτίο μεγαλύτερο από τη χωρητικότητά του:

$$\sum_{K=1}^N UTIL(K) = \sum_{K=1}^N R(K)T_{msg}(K) < 1$$

Ας αναλογιστούμε τώρα τα overhead του συστήματος, που είναι ο χρόνος, κατά τη διάρκεια ενός κύκλου, που χρειάζεται για τη μεταβίβαση της σκυτάλης και την εκτέλεση άλλων λειτουργιών συντήρησης. Ξεκάθαρα,

$$C = T_{over} + \sum_{K=1}^N T_{msg}(K)$$

Από αυτό συμπεραίνουμε ότι

$$R(K) = \frac{1}{C} = \frac{1}{T_{over} + \sum_{K=1}^N T_{msg}(K)}$$

Ας υποθέσουμε τώρα ότι το μέσο είναι συνέχεια απασχολημένο, αλλά

ότι μερικοί σταθμοί μπορεί να είναι αδρανείς. Η λογική αυτή μας οδηγεί στα επιθυμητά όρια του throughput και καθυστέρησης. Αφού υποθέτουμε ότι το δίκτυο δεν είναι ποτέ αδρανές, το κλάσμα του χρόνου που το σύστημα ξοδεύει σε overhead και μετάδοση θα πρέπει να δώσει το κοινό άθροισμα:

$$\frac{T_{\text{over}}}{C} + \sum_{K=1}^N R(K) T_{\text{msg}}(K) = 1$$

Επομένως

$$C = \frac{T_{\text{over}}}{1 - \sum_{K=1}^N R(K) T_{\text{msg}}(K)}$$

Να σημειωθεί ότι η διάρκεια ενός κύκλου είναι ανάλογη προς τα overhead. Διπλασιάζοντας το μέσο χρόνο του overhead θα διπλασιαστεί ο χρόνος του κύκλου για ένα σταθερό φορτίο. Αυτό το αποτέλεσμα μπορεί να μην είναι τόσο εμφανές.

Λαμβάνοντας το C ως γνωστό, θέτουμε ένα ανώτερο όριο στο throughput οποιασδήποτε πηγής:

(7)

$$R(J) < \frac{1}{C} = \frac{1 - \sum_{K=1}^N T_{\text{msg}}(K)}{T_{\text{over}}}$$

Ας υποθέσουμε τώρα ότι όλες οι πηγές είναι ίδιες: $R(K) = R$, $T_{\text{msg.}}(K) = T_{\text{msg.}}$. Τότε το (7) μειώνεται σε

$$R \leq \frac{1 - NRT_{\text{msg}}}{T_{\text{over}}}$$

Λύνοντας το R μας δίνει

$$R < \frac{1}{T_{\text{over}} + NT_{\text{msg}}}$$

Αλλά εξ' ορισμού το $R = 1/(T_{\text{delay}} + T_{\text{idle}})$, οπότε εκφράζουμε

$$T_{\text{delay}} = \frac{1 - T_{\text{idle}}}{R}$$

$$T_{\text{delay}} \geq T_{\text{over}} + NT_{\text{msg}} - T_{\text{idle}}$$

Στην πράξη, το T_{over} μπορεί να περιλαμβάνει κάποιο σταθερό χρονικό διάστημα C_0 για κάθε κύκλο συν ένα χρονικό διάστημα C_1 για κάθε σταθμό που λαμβάνει τη σκυτάλη. Οι αριθμοί αυτοί θα διαφοροποιηθούν για δακτύλιο με σκυτάλη και για δίαυλο με σκυτάλη:

$$T_{\text{delay}} \geq C_0 + N(T_{\text{msg}} + C_1) - T_{\text{idle}}$$

Επίσης, για το σημείο διακοπής:

$$N = \frac{T_{\text{msg}} + T_{\text{idle}} - C_0}{T_{\text{msg}} + C_1} \quad (8)$$

Το Σχήμα 7 μας δείχνει το σχέδιο της καθυστέρησης σε σταθμό, παρουσιάζοντας τις δύο περιοχές. Να σημειωθεί ότι η καμπή της γραμμής στην περιοχή με το μεγάλο φορτίο είναι $T_{\text{msg}} + C_1$.

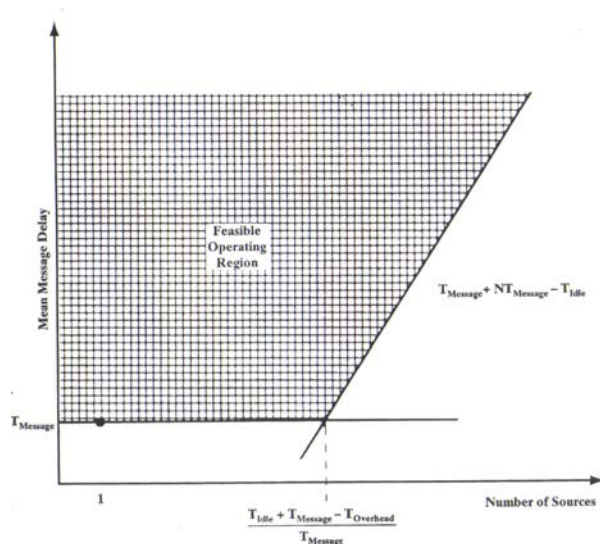
Μπορούμε να κάνουμε μια παρόμοια ανάλυση για το CSMA/CD (Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection – Πολλαπλή Πρόσβαση Ανίχνευσης Φέροντος Σήματος με Εντοπισμό Συγκρούσεων). Το Σχήμα 8 αποτελεί μια σύγκριση που δημιουργήθηκε στο [STUC85]. Οι απόλυτες θέσεις των διάφορων πολιτικών εξαρτώνται από συγκεκριμένες υποθέσεις σχετικά με τα overhead και, στην περίπτωση του CSMA/CD, την τιμή του α .

Αλλά οι σχετικές θέσεις σε γενικές γραμμές ισχύουν: υπό συνθήκες μικρού φορτίου το CSMA/CD έχει μικρότερη καθυστέρηση, το πρωτόκολλο, όμως, διακόπτεται πιο γρήγορα με αυξανόμενο φορτίο.

3.3. Συγκριτική Απόδοση του Token Passing και CSMA/CD

Σε αυτό το κεφάλαιο θα δώσουμε τη γενική εικόνα της σχετικής απόδοσης των πιο σημαντικών πρωτοκόλλων των δικτύων LAN: CSMA/CD, δίαυλος με σκυτάλη (Token Bus) και δακτύλιος με σκυτάλη (Token Ring). Ξεκινάμε με απλοποιημένα μοντέλα, τα οποία τονίζουν τα κύρια σημεία της σύγκρισης. Ακολουθεί μια προσεκτική ανάλυση που διεξήχθη από την επιτροπή των προτύπων IEEE 802.

Για τα μοντέλα, υποθέτουμε ένα τοπικό δίκτυο με N ενεργούς σταθμούς. Ο σκοπός μας είναι να εκτιμήσουμε το μέγιστο throughput που μπορεί να επιτευχθεί στο δίκτυο LAN. Γι' αυτό το λόγο, υποθέτουμε ότι κάθε σταθμός είναι πάντα προετοιμασμένος να στείλει ένα πλαίσιο.



Σχήμα 7: Τα Όρια στην Απόδοση της Μεταβίβασης Σκυτάλης

Ας αναλογιστούμε πρώτα το δακτύλιο με σκυτάλη (Token Ring). Ο χρόνος στον δακτύλιο θα εναλλάσσεται μεταξύ της μετάδοσης του πλαισίου δεδομένων και της μεταβίβασης της σκυτάλης. Αναφερόμαστε σε μια μεμονωμένη παρουσία ενός πλαισίου δεδομένων που ακολουθείται από τη σκυτάλη ως κύκλος και ορίζουμε:

C : μέσος χρόνος για ένα κύκλο

DF : μέσος χρόνος μετάδοσης ενός πλαισίου δεδομένων

TF : μέσος χρόνος μεταβίβασης της σκυτάλης

Θα πρέπει να γίνει ξεκάθαρο ότι ο μέσος ρυθμός του κύκλου είναι μόλις $1/C=1/(DF+TF)$.

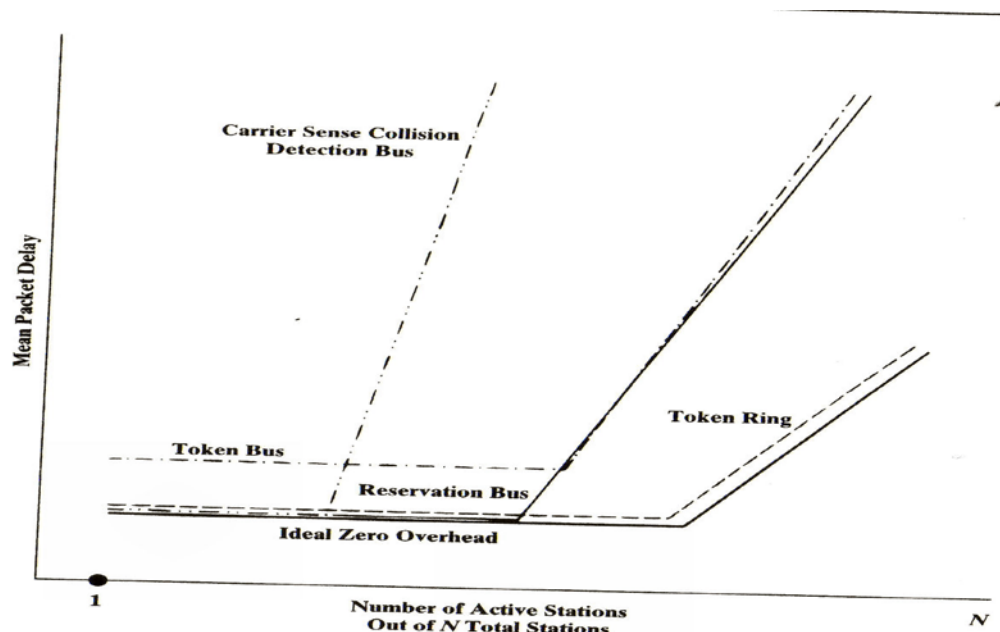
$$\text{Έτσι,} \quad S = \frac{DF}{DF+TF} \quad (9)$$

Δηλαδή το throughput, αφού έχει κανονικοποιηθεί ανάλογα με τη χωρητικότητα του συστήματος, αποτελεί το κλάσμα του χρόνου που δαπανάται στη μετάδοση δεδομένων.

Ερχόμαστε τώρα στο Σχήμα 3. Ο χρόνος έχει κανονικοποιηθεί έτσι ώστε ο χρόνος μετάδοσης να ισούται με 1 και ο χρόνος διάδοσης να ισούται με α . Αναλύουμε δυο περιπτώσεις :

1. Στην περίπτωση που $\alpha < 1$, ένας σταθμός μεταδίδει ένα πλαίσιο σε χρόνο t_0 , λαμβάνει το μέτωπο του πλαισίου του σε χρόνο $t_0 + \alpha$, και ολοκληρώνει τη μετάδοση σε χρόνο $t_0 + 1$. Έπειτα ο σταθμός εκπέμπει μία σκυτάλη, η οποία χρειάζεται χρόνο α/N για να φτάσει στον επόμενο σταθμό (υποθέτουμε ότι οι σταθμοί βρίσκονται σε ίσες αποστάσεις). Επομένως, ο ένας κύκλος χρειάζεται $1 + \alpha/N$ και ο χρόνος μετάδοσης είναι 1. Έτσι

$$S = 1/(1 + \alpha/N).$$



Σχήμα 8: Συγκριτικά Όρια σε LAN πρωτόκολλα

2. Στην περίπτωση που $a > 1$, η λογική διαφοροποιείται λίγο. Ένας σταθμός μεταδίδει σε χρόνο t_0 , ολοκληρώνει τη μετάδοση σε χρόνο $t_0 + 1$ και λαμβάνει το μέτωπο του πλαισίου του σε χρόνο $t_0 + a$. Σε εκείνο το σημείο είναι ελεύθερο να εκπέμψει μια σκυτάλη, η οποία χρειάζεται χρόνο a/N για να φτάσει στον επόμενο σταθμό. Επομένως, ο χρόνος κύκλου είναι $a + a/N$ και $S = 1/[a(1 + 1/N)]$. Συνοπτικά, έχουμε

$$\text{Σκυτάλη: } S = \begin{cases} \frac{1}{1 + a/N} & a < 1 \\ \frac{1}{a(1 + 1/N)} & a > 1 \end{cases} \quad (13.10)$$

Ο παραπάνω συλλογισμός εφαρμόζεται εξίσου και στο δίαυλο με σκυτάλη, όπου υποθέτουμε ότι η λογική διάταξη είναι ίδια με τη φυσική διάταξη και ότι ο χρόνος μεταβίβασης της σκυτάλης είναι επομένως a/N .

Δίνουμε χρόνο στο μέσο να οργανωθεί σε θυρίδες με μήκος διπλάσιο της καθυστέρησης διάδοσης από τη μία άκρη στην άλλη. Πρόκειται για ένα εύκολο τρόπο για να εξετάσουμε τη δραστηριότητα στο μέσο. Ο χρόνος των θυρίδων είναι ο μέγιστος χρόνος, από την εκκίνηση της μετάδοσης, που απαιτείται για να εντοπίσουμε μια σύγκρουση.

Υποθέτουμε πάλι ότι υπάρχουν N ενεργοί σταθμοί και όλοι παράγουν το ίδιο φορτίο. Εμφανώς, αν κάθε σταθμός έχει πάντα ένα πακέτο για μετάδοση, θα έχουμε συνέχεια συγκρούσεις. Επομένως, υποθέτουμε ότι κάθε σταθμός περιορίζεται στο να μεταδίδει μόνο όταν υπάρχει διαθέσιμη θυρίδα με πιθανότητα p .

Ο χρόνος στο μέσο περιλαμβάνει δύο τύπους διαστημάτων. Το πρώτο είναι το διάστημα μετάδοσης που διαρκεί $1/2a$ θυρίδες. Το δεύτερο είναι το διάστημα ανταγωνισμού, που είναι μια ακολουθία θυρίδων είτε με σύγκρουση, είτε χωρίς μετάδοση σε κάθε θυρίδα. Το throughput αποτελεί την αναλογία του χρόνου που δαπανήθηκε κατά τα διαστήματα της μετάδοσης [παρόμοιο με το συλλογισμό της εξίσωσης (1)].

Για να καθορίσουμε το μέσο μήκος του διαστήματος ανταγωνισμού, ξεκινάμε υπολογίζοντας το A , την πιθανότητα που ακριβώς ένας σταθμός

προσπαθεί να μεταδώσει σε μια θυρίδα και επομένως αποκτάει το μέσο. Πρόκειται για τη διωνυμική πιθανότητα όπου κάποιος σταθμός προσπαθεί να μεταδώσει ενώ οι άλλοι όχι:

$$A = \binom{N}{1} p^1 (1-p)^{N-1}$$

$$= Np(1-p)^{N-1}$$

Αυτή η λειτουργία μεγιστοποιείται έναντι του p όταν $p = 1/N$:

$$A = 1 - \left(1 - \frac{1}{N}\right)^{N-1}$$

Μας ενδιαφέρει το μέγιστο, επειδή θέλουμε να υπολογίσουμε το μέγιστο throughput του μέσου. Είναι ξεκάθαρο ότι θα το πετύχουμε αυτό αν μεγιστοποιήσουμε την πιθανότητα της επιτυχούς κατάληψης του μέσου. Σε περιόδους μεγάλης χρήσης, ένας σταθμός θα πρέπει να περιορίσει το προσφερόμενο φορτίο του σε $1/N$. (Αυτό υποθέτει ότι κάθε σταθμός γνωρίζει την τιμή του N . Για να λάβουμε μια έκφραση για το μέγιστο δυνατό throughput, μένουμε σε αυτή την υπόθεση.) Από την άλλη πλευρά, σε περιόδους μικρής χρήσης, δεν μπορεί να επιτευχθεί μέγιστη χρησιμοποίηση, επειδή το G είναι πολύ χαμηλό. Η περιοχή αυτή δεν μας απασχολεί εδώ.

Τώρα μπορούμε να εκτιμήσουμε το μέσο μήκος ενός διαστήματος ανταγωνισμού, w , σε cells:

$$E[w] = \sum_{i=1}^{\infty} i \cdot \Pr[\text{ί θυρίδες σε σειρά με σύγκρουση ή μη μετάδοση και ακολουθεί μια θυρίδα με μία μετάδοση}]$$

$$= \sum_{i=1}^{\infty} i(1-A)^i A$$

$$E[w] = \frac{1-A}{A}$$

Η άθροιση συγκλίνει προς

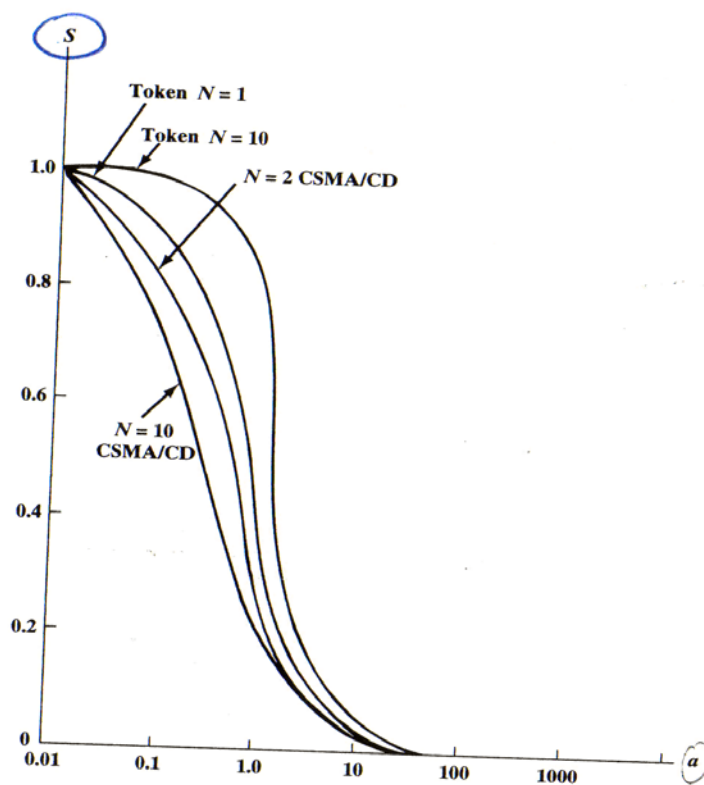
A

Μπορούμε τώρα να καθορίσουμε τη μέγιστη χρησιμοποίηση, η οποία είναι το μήκος ενός διαστήματος μετάδοσης ως αναλογία ενός κύκλου περιλαμβάνοντας μια μετάδοση και ένα διάστημα ανταγωνισμού.

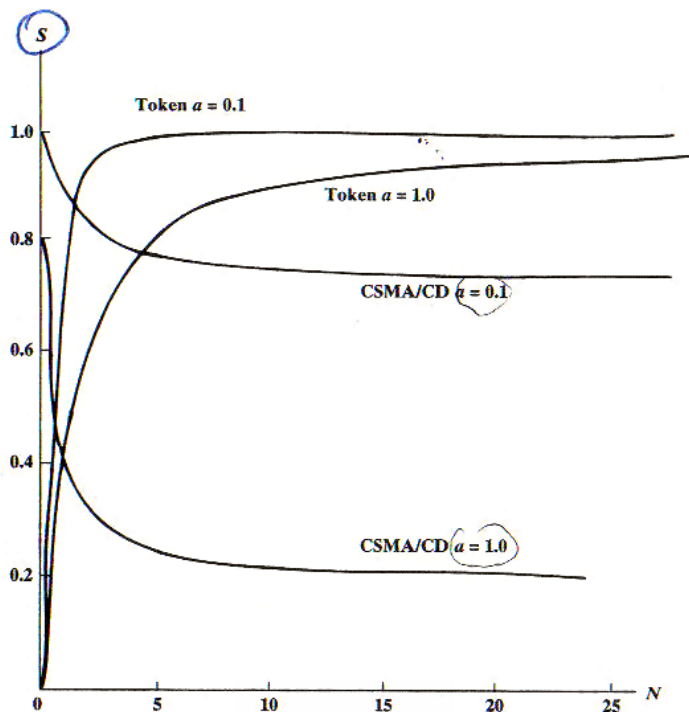
$$\text{CSMA/CD: } S = \frac{1/2a}{1/2a + \frac{1-A}{A}} = \frac{1}{1+2a \frac{1-A}{A}}$$

Το Σχήμα 9 παρουσιάζει το κανονικοποιημένο throughput ως λειτουργία του a για διάφορες τιμές του N , και για τα δύο, μεταβίβαση της σκυτάλης και για CSMA/CD. Και για τα δύο πρωτόκολλα, το throughput μειώνεται καθώς το a αυξάνεται. Κάτι τέτοιο είναι αναμενόμενο. Η δραματική διαφορά των πρωτοκόλλων φαίνεται στο Σχήμα 10, που παρουσιάζει το throughput ως λειτουργία του N . Η απόδοση της μεταβίβασης σκυτάλης ουσιαστικά βελτιώνεται ως λειτουργία του N , επειδή δαπανάται λιγότερος χρόνος κατά τη μεταβίβαση της σκυτάλης. Αντιστρόφως, η απόδοση του CSMA/CD μειώνεται επειδή αυξάνεται η πιθανότητα για σύγκρουση.

Ενδιαφέρον παρουσιάζει η μη συμπτωματική τιμή του S καθώς το N αυξάνεται. Για την σκυτάλη βλέπουμε το παρακάτω σχήμα :



ΣΧΗΜΑ 9 Το throughput ως Λειτουργία της Μεταβίβασης Σκυτάλης και CSMA/CD



Σχήμα 10: Το Throughput σαν συνάρτηση του N για Token Passing και CSMA/CD

$$\text{Σκυτάλη: } \lim_{N \rightarrow \infty} S = \begin{cases} 1 & \alpha < 1 \\ \frac{1}{\alpha} & \alpha > 1 \end{cases}$$

Για CSMA/CD, πρέπει να γνωρίζουμε ότι $\lim_{N \rightarrow \infty} (1-1/N)^{N-1} = 1/e$. Έπειτα CSMA/CD: $\lim_{N \rightarrow \infty} S = 1/(1+3.44\alpha)$

Από τη στιγμή που ένας σταθμός (σταθμός 1) μεταδώσει, πρέπει να περιμένει να ακολουθήσουν τα παρακάτω γεγονότα, προτού μπορέσει να μεταδώσει ξανά:

- Ο σταθμός 1 μεταδίδει τη σκυτάλη στο σταθμό 2.
- Ο σταθμός 2 μεταδίδει το πλαίσιο δεδομένων.
- Ο σταθμός 2 μεταδίδει τη σκυτάλη στο σταθμό 3.
- Ο σταθμός μεταδίδει το πλαίσιο δεδομένων.
- Ο σταθμός N-1 μεταδίδει τη σκυτάλη στο σταθμό N
- Ο σταθμός N μεταδίδει το πλαίσιο δεδομένων
- Ο σταθμός N μεταδίδει τη σκυτάλη στο σταθμό 1.

Επομένως, η καθυστέρηση περιλαμβάνει (N-1) κύκλους συν α/N , το χρόνο μεταβίβασης της σκυτάλης.

Έχουμε .

$$\text{Σκυτάλη: } D = \begin{cases} N + \alpha - 1 & \alpha < 1 \\ \alpha N & \alpha > 1 \end{cases} \quad (12)$$

Επομένως, η καθυστέρηση αυξάνεται γραμμικά με το φορτίο και για ένα σταθερό αριθμό σταθμών η καθυστέρηση είναι συνεχής και περιορισμένη, ακόμη κι αν όλοι οι σταθμοί έχουν κάτι να στείλουν. Η καθυστέρηση για CSMA/CD είναι πιο δύσκολη να εκφραστεί και εξαρτάται από την ακριβή φύση του πρωτοκόλλου (διατήρηση, πολιτική επανάληψης). Γενικά, μπορούμε να πούμε ότι η καθυστέρηση αυξάνεται χωρίς όρια καθώς το σύστημα πλησιάζει τον κορεσμό. Καθώς αυξάνεται το N, υπάρχουν

περισσότερες συγκρούσεις και μεγαλύτερα διαστήματα ανταγωνισμού. Τα μεμονωμένα frames πρέπει να κάνουν περισσότερες προσπάθειες για να πετύχουν μια επιτυχή μετάδοση. Ερευνούμε περαιτέρω αυτή τη συμπεριφορά στον επόμενο σταθμό.

Σε αυτό το σημείο αναφέρουμε τα αποτελέσματα μιας βαθύτερης ανάλυσης που έγινε για την επιτροπή των προτύπων IEEE 802 [STUC85]. Η ανάλυση δεν βασίζεται μόνο στη μελέτη των μέσων τιμών αλλά και στις δεύτερες στιγμές καθυστέρησης και στο μήκος των μηνυμάτων. Χρησιμοποιούμε δύο περιπτώσεις από στατιστικές εισερχόμενων μηνυμάτων.

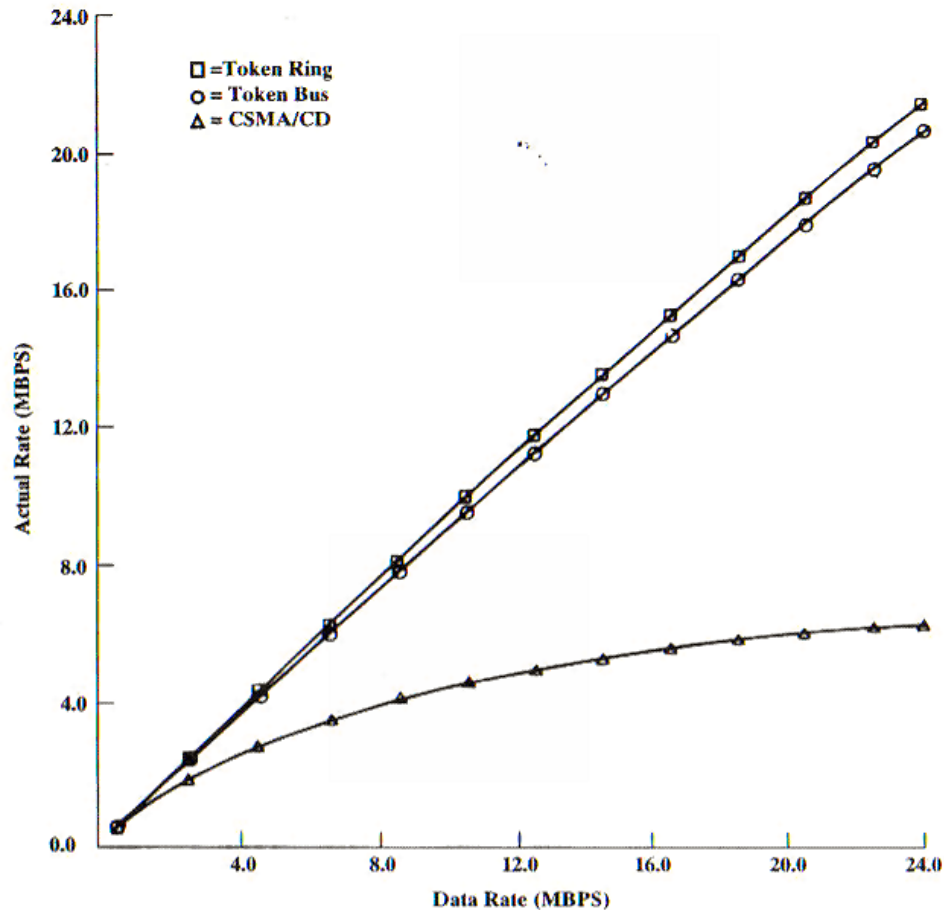
1. Στην πρώτη περίπτωση, μόνο 1 σταθμός στους 100 έχει μηνύματα να μεταδώσει και είναι πάντοτε έτοιμος να μεταδώσει. Σε αυτή την περίπτωση, ελπίζουμε ότι το δίκτυο δεν θα αποτελέσει στενωπό, αλλά θα μπορέσει να συμβαδίσει με ένα σταθμό.

2. Στη δεύτερη περίπτωση, 100 σταθμοί στους 100 έχουν πάντα μηνύματα να μεταδώσουν. Πρόκειται για ακραία περίπτωση συμφόρησης και αναμένουμε ότι το δίκτυο θα αποτελέσει bottleneck.

Τα αποτελέσματα παρουσιάζονται στο Σχήμα 11. Το Σχήμα δείχνει τον πραγματικό ρυθμό μετάδοσης των δεδομένων έναντι της ταχύτητας μετάδοσης σε ένα δίαυλο 2-km. Ο 1 σταθμός ή οι 100 σταθμοί εισάγουν αρκετά δεδομένα για να χρησιμοποιηθεί το δίκτυο πλήρως. Έτσι αυτές οι υποθέσεις αποτελούν μια μέτρηση μέγιστης πιθανής χρησιμοποίησης. Εξετάζονται τρία συστήματα: δακτύλιος με σκυτάλη με λανθάνοντα χρόνο 1-bit ανά σταθμό, δίαυλος με σκυτάλη και CSMA/CD. Η ανάλυση καταλήγει στα ακόλουθα συμπεράσματα:

- Με βάση τις δεδομένες παραμέτρους, όσο πιο μικρό είναι το μέσο μήκος του πλαισίου, τόσο πιο μεγάλη είναι η διαφορά στο μέγιστο μέσο ρυθμό throughput μεταξύ της μεταβίβασης σκυτάλης και CSMA/CD. Αυτό αντανakλά την ισχυρή εξάρτηση του CSMA/CD από το α.
- Ο δακτύλιος με σκυτάλη είναι ο λιγότερο ευαίσθητος στο φόρτο εργασίας.

- Το CSMA/CD προσφέρει τη μικρότερη καθυστέρηση όταν υπάρχει μικρό φορτίο, ενώ είναι το πιο ευαίσθητο όταν το φορτίο είναι μεγάλο στο φόρτο εργασίας.

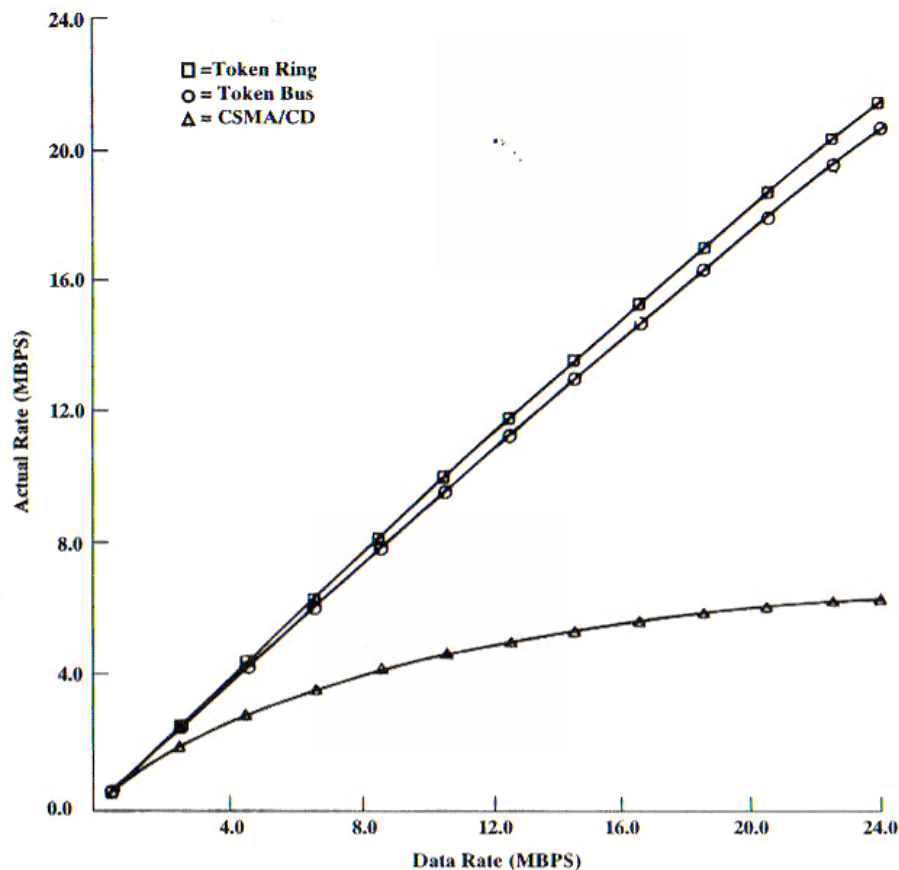


ΣΧΗΜΑ 11Α: Μέγιστος Πιθανός Ρυθμός Δεδομένων για τα Πρωτόκολλα του δικτύου LAN, 2000 bits ανά πακέτο, 100 ενεργοί σταθμοί από το σύνολο 100 σταθμών.

Πρέπει να σημειωθεί ότι και στην περίπτωση μιας μετάδοσης από ένα μεμονωμένο σταθμό, ο δίαυλος με σκυτάλη είναι πολύ λιγότερο αποδοτικός από τα άλλα δύο πρωτόκολλα. Αυτό συμβαίνει επειδή έχουμε υποθέσει ότι η καθυστέρηση διάδοσης είναι μεγαλύτερη απ' ό,τι για το δακτύλιο με σκυτάλη, και ότι η καθυστέρηση στην επεξεργασία σκυτάλης είναι μεγαλύτερη απ' ό,τι για το δακτύλιο με σκυτάλη.

Ένα άλλο ενδιαφέρον φαινόμενο φαίνεται ξεκάθαρα στο Σχήμα 11b. Για το σύστημα CSMA/CD υπό αυτές τις συνθήκες, το μέγιστο αποδοτικό throughput στα 5 Mbps είναι περίπου 1.25 Mbps. Αν το αναμενόμενο φορτίο

είναι, για παράδειγμα, 0.75 Mbps, αυτή η διευθέτηση μπορεί να είναι απολύτως επαρκής. Αν, όμως, το φορτίο αναμένεται να αυξηθεί σε 2 Mbps, το να αυξηθεί ο ρυθμός δεδομένων του δικτύου σε 10 Mbps ή ακόμη και σε 20 Mbps δεν θα μπορέσει να διευκολύνει την αύξηση! Το ίδιο συμπέρασμα, με μικρότερη ακρίβεια, μπορεί να καταλήξει και το μοντέλο που παρουσιάσαμε στην αρχή αυτού του μέρους.



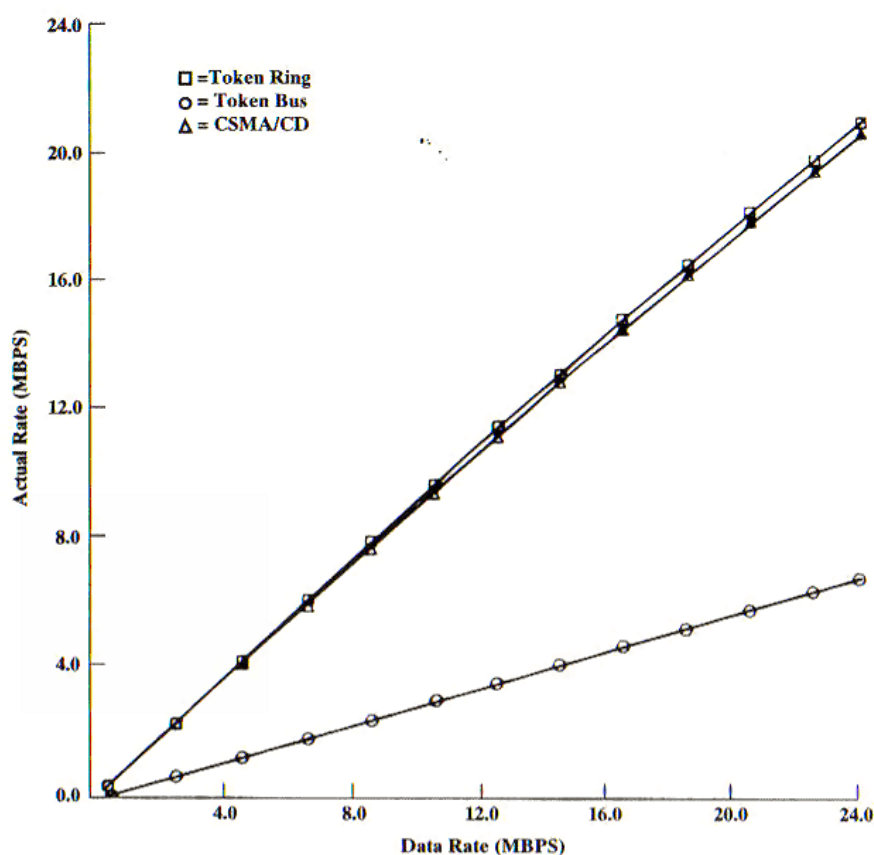
ΣΧΗΜΑ 11B: 500 bits ανά πακέτο, 100 ενεργοί σταθμοί από το σύνολο 100 σταθμών

Όπως και με τα άλλα αποτελέσματα που παρουσιάσαμε σε αυτό το κεφάλαιο, και τα παρόντα εξαρτώνται από τη φύση των υποθέσεων που κάνουμε και δεν αντιπροσωπεύουν ακριβώς τη φύση του πραγματικού φορτίου. Ωστόσο, παρουσιάζουν με εντυπωσιακό τρόπο τη φύση της αστάθειας του CSMA/CD και τη δυνατότητα του δακτυλίου με σκυτάλη και του διαύλου με σκυτάλη να έχουν καλές αποδόσεις υπό συνθήκες μεγάλου φορτίου.

3.4 Η Συμπεριφορά των Πρωτοκόλλων Ανταγωνισμού

Το προηγούμενο μέρος κατέδειξε ότι το CSMA/CD αποδίδει λιγότερο καλά από τη μεταβίβαση σκυτάλης όταν αυξάνει το φορτίο ή όταν αυξάνει το α. Αυτό αποτελεί χαρακτηριστικό όλων των πρωτοκόλλων ανταγωνισμού. Σε αυτό το μέρος, θα ερευνήσουμε το θέμα αυτό πιο αναλυτικά. Γι' αυτό το λόγο, θα παρουσιάσουμε αποτελέσματα που βασίζονται στην υπόθεση ότι υπάρχει ένας απεριόριστος αριθμός σταθμών. Αυτό θα οδηγήσει σε αναλυτικά προσιτές εξισώσεις, οι οποίες ως ένα σημείο αγγίζουν την πραγματικότητα.

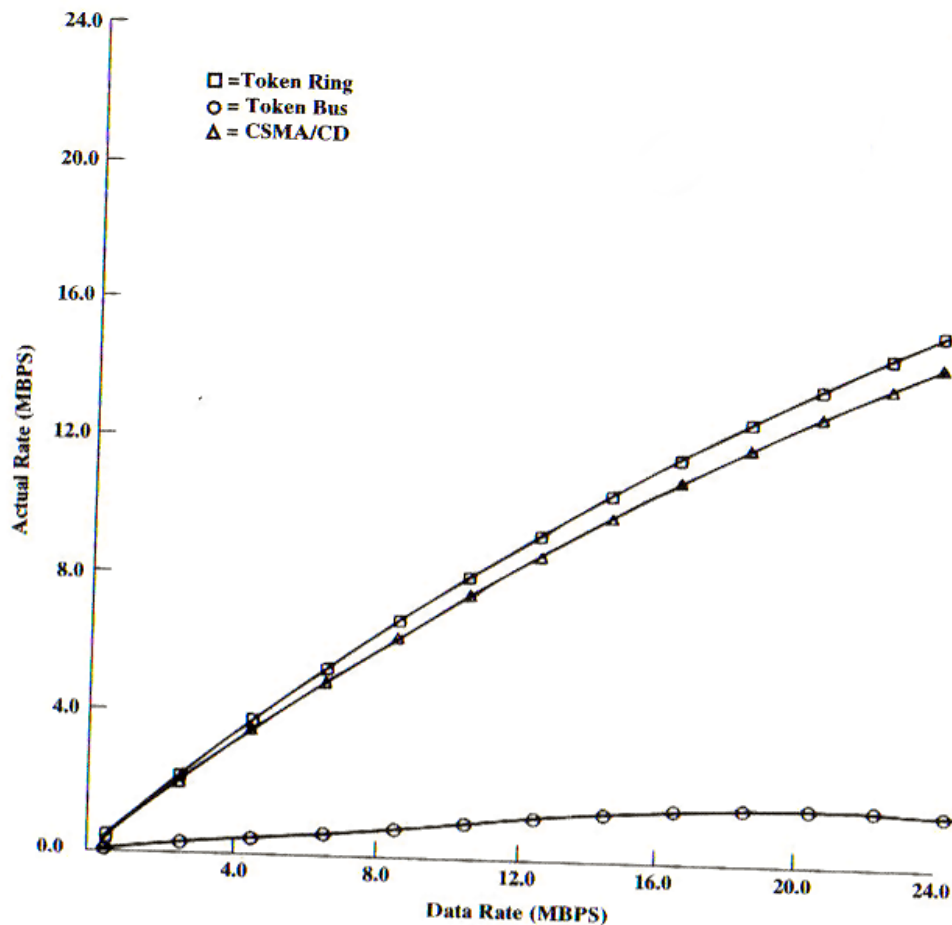
Πολύ σύντομα θα ορίσουμε ποιο είναι αυτό το σημείο. Προς το παρόν, δηλώνουμε επακριβώς την υπόθεση με τις απεριόριστες πηγές: υπάρχει ένας απεριόριστος αριθμός σταθμών και ο καθένας παράγει ένα απεριόριστα μικρό ρυθμό πλαισίων, έτσι ώστε ο συνολικός αριθμός πλαισίων που παράγεται ανά χρονική μονάδα είναι περιορισμένος.



ΣΧΗΜΑ 11C: 2000 bits ανά πακέτο, 1 ενεργός σταθμός από το σύνολο 100 σταθμών

Ακολουθούν επιπλέον υποθέσεις που έχουμε κάνει:

1. Όλα τα πλαίσια έχουν συνεχές μήκος. Γενικά, τέτοια πλαίσια έχουν καλύτερη μέση απόδοση του throughput και καθυστέρησης από τα διάφορα μήκη πλαισίων. Σε μερικές αναλύσεις, χρησιμοποιείται εκθετική διανομή του μήκους πλαισίου.
2. Το κανάλι δεν επηρεάζεται από θόρυβο.
3. Τα πλαίσια δεν συγκεντρώνονται σε ξεχωριστούς σταθμούς. Με άλλα λόγια, ο σταθμός μεταδίδει κάθε πλαίσιο προτού έρθει το επόμενο, έτσι ώστε $I = S$. Αυτή η υπόθεση δεν ευσταθεί με μεγαλύτερα φορτία, καθώς οι σταθμοί αντιμετωπίζουν όλο και περισσότερες καθυστερήσεις για κάθε πακέτο.
4. Το προσφερόμενο φορτίο, G , έχει κατανομή Poisson.
5. Για το CSMA/CD, δεν δαπανάται χρόνος για την ανίχνευση φέροντος σήματος και τον εντοπισμό συγκρούσεων.



ΣΧΗΜΑ 11D: 500 bits ανά πακέτο, 1 ενεργός σταθμός από το σύνολο 100 σταθμών

Οι υποθέσεις αυτές δεν ανταποκρίνονται ακριβώς σε κάποιο πραγματικό σύστημα. Για παράδειγμα, οι στιγμές υψηλής τάξης ή ακόμη και ολόκληρη η πιθανότητα διανομής του μήκους πλαισίου ή του G μπορεί να χρειάζονται για ακριβή αποτελέσματα. Οι υποθέσεις αυτές είναι προσιτές, διευκολύνοντας τη δημιουργία κλειστής μορφής εκφράσεων για την απόδοση.

Επομένως, παρέχουν μια κοινή βάση για να συγκρίνουμε ένα πλήθος πρωτοκόλλων και επιτρέπουν την εξαγωγή αποτελεσμάτων που μας βοηθούν να καταλάβουμε τη συμπεριφορά των συστημάτων.

3.5. CPure Aloha – Slotted Aloha

Ας εξετάσουμε πρώτα το πιο απλό πρωτόκολλο ανταγωνισμού, το pure ALOHA.

Η κυκλοφορία δημιουργείται σε πάρα πολλά πλαίσια ανά δευτερόλεπτο. Είναι θεμιτό να το κανονικοποιήσουμε προς το χρόνο μετάδοσης των πλαισίων. Έτσι μπορούμε να δούμε το S ως τον αριθμό πλαισίων που παράγονται ανά χρόνο πλαισίων. Αφού η χωρητικότητα του καναλιού είναι ένα πλαίσιο ανά χρόνο πλαισίου, το S δείχνει το throughput ως κλάσμα της χωρητικότητας.

Η συνολική κυκλοφορία στο κανάλι περιλαμβάνει νέα πλαίσια συν κάποια πλαίσια που πρέπει να μεταδοθούν ξανά λόγω σύγκρουσης:

$$G = S$$

+ (αριθμός πλαισίων που μεταδόθηκαν ξανά ανά χρόνο μετάδοσης πλαισίων)

Σε αυτό το σημείο, ένα πλαίσιο πρέπει να μεταδοθεί ξανά σε περίπτωση που υποστεί σύγκρουση. Έτσι μπορούμε να εκφράσουμε το ρυθμό των επαναμεταδόσεων ως G . Pr [κάθε μεμονωμένο πλαίσιο που υφίσταται σύγκρουση]. Πρέπει να σημειωθεί ότι καλύτερα να χρησιμοποιούμε το G από το S σε αυτή την έκφραση. Για να καθορίσουμε την πιθανότητα σύγκρουσης, θεωρούμε ως τη χειρότερη περίπτωση δύο σταθμούς, A και B , όσο πιο μακριά γίνεται ο ένας από τον άλλο πάνω σε ένα δίαυλο (π.χ. μια κανονικοποιημένη απόσταση α , όπως στο Σχήμα 2). Ένα πλαίσιο που μεταδίδεται από το σταθμό A θα συγκρουστεί σε περίπτωση που ο σταθμός B έχει ξεκινήσει να μεταδίδει πριν τον A , μέσα σε χρονικό διάστημα $1 + \alpha$ από την αρχή μετάδοσης N , ή σε περίπτωση που ο B ξεκινήσει να μεταδίδει μετά τον A μέσα σε χρονικό διάστημα $1 + \alpha$ από την αρχή μετάδοσης του A . Έτσι, η ευάλωτη περίοδος είναι μήκους $2(1 + \alpha)$.

Έχουμε υποθέσει ότι το G έχει κατανομή Poisson. Για μια διαδικασία Poisson με ρυθμό λ , η πιθανότητα για άφιξη σε μια χρονική περίοδο t is $1 - e^{-\lambda t}$. Έτσι, η πιθανότητα μιας άφιξης κατά την ευάλωτη περίοδο είναι $1 - e^{-2(1+\alpha)G}$. Επομένως, έχουμε

$$G = S + G[1 - e^{-2(1+\alpha)G}]$$

Οπότε

$$\text{ALOHA: } S = Ge^{-2(1+\alpha)G} \quad (13)$$

Αυτό το συμπέρασμα υποθέτει ότι το G είναι κατανομής Poisson, πράγμα που δεν είναι ισχύει ούτε για I Poisson. Ωστόσο, μελέτες δείχνουν ότι πλησιάζει [SCHW77]. Επίσης, βαθύτερη ανάλυση δείχνει ότι τα αποτελέσματα από τις υποθέσεις του απεριόριστου πλήθους πλησιάζουν σε μεγάλο βαθμό τα αποτελέσματα περιορισμένου πλήθους με σχετικά μικρά νούμερα, για παράδειγμα 50 ή πλέον σταθμούς [KLEI76]. Αυτό επίσης ισχύει για συστήματα CSMA και CSMA/CD [TOBA80, TOBA82].

Ένας άλλος τρόπος για να καταλήξουμε στο (3) είναι να τονίσουμε ότι το S/G αποτελεί το κλάσμα των προσφερόμενων πλαισίων που μεταδίδονται επιτυχώς, δεχόμενοι την πιθανότητα ότι για κάθε πλαίσιο, δεν φτάνουν επιπλέον πλαίσια κατά τη διάρκεια της ευάλωτης περιόδου, που είναι $e^{-2(1+a)G}$.

Επιπλέον μπορούμε εύκολα να υπολογίσουμε το throughput για το ALOHA με θυρίδες. Όλα τα πλαίσια ξεκινούν τη μετάδοση από το όριο θυρίδας. Επομένως, ο αριθμός των πλαισίων που μεταδίδονται κατά τη διάρκεια ενός χρόνου θυρίδας ισούται με τον αριθμό που δημιουργήθηκε κατά την προηγούμενη θυρίδα και αναμένει μετάδοση. Για να αποφευχθούν οι συγκρούσεις μεταξύ των πλαισίων σε γειτονικές θυρίδες, το μήκος της θυρίδας πρέπει να ισούται με το χρόνο μετάδοσης ενός πλαισίου συν την καθυστέρηση διάδοσης (π.χ. $1 + \alpha$). Επομένως, η πιθανότητα να συγκρουστεί ένα μεμονωμένο πλαίσιο είναι $1 - e^{-(1+a)G}$. Έτσι, έχουμε

$$S\text{-ALOHA: } S = Ge^{-(1+a)G} \quad (14)$$

Διαφοροποιώντας το (13) και (14) σχετικά με το G , οι μέγιστες πιθανές τιμές για το S είναι $1/[2e(1 + \alpha)]$ και $1/[e(1 + \alpha)]$, αντίστοιχα. Τα αποτελέσματα αυτά διαφέρουν από εκείνα που έχουν καταγραφεί σχετικά με την απόδοση τοπικών δικτύων, που αγνοούν το α και έχουν $S = Ge^{-2G}$ για ALOHA and $S = Ge^{-G}$ για θυριδωτό ALOHA. Η διαφορά προκύπτει επειδή αυτοί οι τύποι είχαν αρχικά δημιουργηθεί για δορυφορικά κανάλια, για τα οποία ισχύουν, αλλά συχνά συγκρίνονται με τα πρωτόκολλα τύπου CSMA που δημιουργήθηκαν για τοπικά δίκτυα. Τα αποτελέσματα που ανταποκρίνονται στο $\alpha = 0$ φαίνονται στο Σχήμα 12. Για τις μικρές τιμές του α

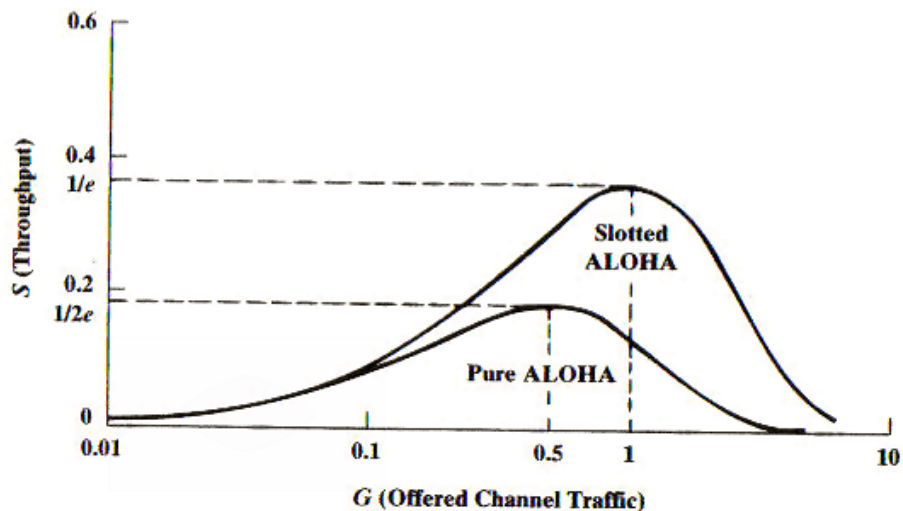
($\alpha < 0.01$), τα νούμερα αυτά επαρκούν. Αλλά για σύγκριση με τα πρωτόκολλα CSMA, θα πρέπει να χρησιμοποιηθούν οι εξισώσεις (13) και (14).

Το Σχήμα 12 μας βοηθάει να καταλάβουμε τη φύση του προβλήματος της αστάθειας των πρωτοκόλλων ανταγωνισμού. Καθώς αυξάνεται το προσφερόμενο φορτίο, αυξάνεται το throughput μέχρι που, πέρα από τη μέγιστη τιμή της, το throughput ουσιαστικά μειώνεται καθώς αυξάνεται το G .

Αυτό συμβαίνει λόγω των συχνών συγκρούσεων: προσφέρονται περισσότερα πλαίσια, αλλά ελάχιστα αποφεύγουν τη σύγκρουση. Το χειρότερο συμβαίνει όταν η κατάσταση επιμένει ακόμη και όταν δεν εισάγονται δεδομένα στο σύστημα. Σκεφτείτε: για υψηλό G , σχεδόν όλα τα προσφερόμενα πλαίσια αποτελούν επαναμεταδόσεις και κανένα τελικά δεν περνάει. Οπότε, ακόμη κι αν δεν παράγονται καινούργια πλαίσια, το σύστημα θα παραμένει απασχολημένο προσπαθώντας ανεπιτυχώς να καθαρίσει τις συσσωρευμένες εργασίες. Η αποδοτική χωρητικότητα του συστήματος είναι ουσιαστικά μηδέν. Επομένως, ακόμη και σε ένα σχετικά φορτωμένο σύστημα, ένα παροδικό ξέσπασμα εργασίας θα μπορούσε να τοποθετήσει το δίκτυο μόνιμα στην περιοχή υψηλών συγκρούσεων. Αυτό το είδος αστάθειας δεν συμβαίνει με τα πρωτόκολλα μη ανταγωνισμού.

3.5.1 Υπολογισμός της καθυστέρησης

Ορίζουμε την καθυστέρηση ως το χρονικό διάστημα από τη στιγμή που ο κόμβος είναι έτοιμος μεταδώσει ένα frame μέχρι τη στιγμή που έχει επιτυχώς ληφθεί. Αυτή η καθυστέρηση είναι το άθροισμα της καθυστέρησης στην ουρά, της καθυστέρησης διάδοσης και του χρόνου μετάδοσης.



ΣΧΗΜΑ 12: Απόδοση των ALOHA, S-ALOHA με $a = 0$

Στο ALOHA, η καθυστέρηση στην ουρά είναι 0. Αυτό σημαίνει ότι ο κόμβος μεταδίδει αμέσως όταν έχει κάποιο πλαίσιο να μεταδώσει. Ωστόσο, λόγω των συγκρούσεων, μπορεί να θεωρήσουμε το χρόνο της καθυστέρησης στην ουρά ότι είναι ο συνολικός χρόνος που καταναλώνεται πριν την επιτυχή μετάδοση (π.χ. ο συνολικός χρόνος που δαπανήθηκε σε ανεπιτυχείς μεταδόσεις). Για να καταλήξουμε σε αυτό, χρειαζόμαστε να γνωρίζουμε τον αναμενόμενο αριθμό των μεταδόσεων ανά πλαίσιο. Καταλήγουμε ότι είναι απλώς G/S . Οπότε ο αναμενόμενος αριθμός επαναμεταδόσεων ανά πλαίσιο είναι μόλις $G/S - 1 = e^{2(l+\alpha)G} - 1$. Η καθυστέρηση D μπορεί να εκφραστεί ως

$$D = [e^{2(l+\alpha)G} - 1]\delta + \alpha + 1$$

όπου δ είναι η μέση καθυστέρηση για μία μετάδοση. Ένας κοινός αλγόριθμος που χρησιμοποιείται για το ALOHA, για να επαναμεταδίδει μετά από επιλεγμένο χρόνο από μία ενιαία διανομή από 1 ως K φορές μετάδοσης πλαισίων. Αυτό ελαχιστοποιεί τις επαναλαμβανόμενες συγκρούσεις. Έτσι, η

μέση καθυστέρηση είναι $(K + 1)/2$. Σε αυτό πρέπει να προσθέσουμε το χρόνο αναμονής ενός σταθμού για να καθορίσει ότι το πλαίσιό του ήταν ανεπιτυχές. Πρόκειται για το χρόνο ολοκλήρωσης μιας μετάδοσης $(1+\alpha)$ συν το χρόνο που χρειάζεται ο δέκτης να δημιουργήσει μια επιβεβαίωση (w) συν το χρόνο διάδοσης που χρειάζεται η επιβεβαίωση να φτάσει στο σταθμό (α). Πιο απλά, υποθέτουμε ότι τα πακέτα επιβεβαιώσεων δεν υφίστανται συγκρούσεις. Επομένως:

$$\text{ALOHA: } D = \frac{[e^{2(1+\alpha)G} - 1] (1 + 2\alpha + w + \underline{K+1}) + \alpha + 1}{2} \quad (15)$$

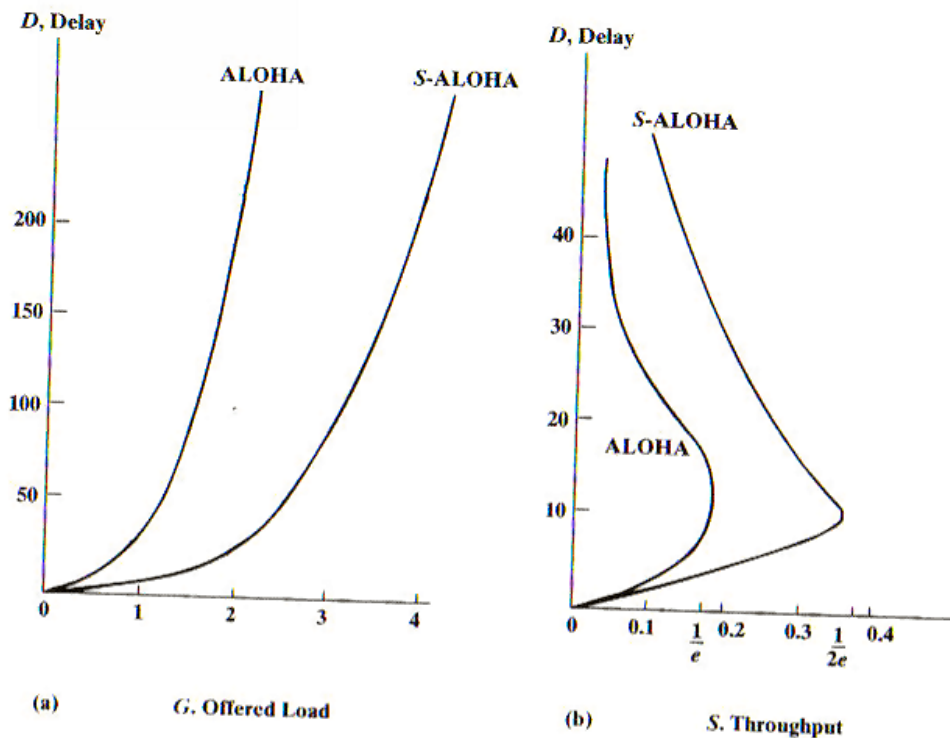
Για το S-ALOHA έχουμε ένα παρόμοιο συλλογισμό. Η βασική διαφορά τώρα είναι ότι υπάρχει μια καθυστέρηση, με μέσο όρο το μισό χρόνο της θυρίδας μεταξύ του χρόνου που ένας κόμβος είναι έτοιμος να στείλει ένα πλαίσιο και του χρόνου που ξεκινάει η επόμενη θυρίδα:

$$\text{S-ALOHA: } D = \frac{[e^{(1+\alpha)G} - 1](1 + 2\alpha + w + \underline{K+1}) + 1.5\alpha + 1.5}{2} \quad (16)$$

Αυτοί οι τύποι επιβεβαιώνουν την αστάθεια των πρωτοκόλλων που βασίζονται στον ανταγωνισμό με μεγάλο φορτίο. Καθώς αυξάνεται ο ρυθμός των νέων πλαισίων, αυξάνεται και ο αριθμός των συγκρούσεων. Βλέπουμε ότι και ο αριθμός των συγκρούσεων και ο μέσος όρος καθυστέρησης αυξάνονται εκθετικά με το G . Επομένως, δεν υπάρχει μόνο συμβιβασμός μεταξύ της διεκπεραιωτικής ικανότητας (S) και της καθυστέρησης (D), αλλά στο συμβιβασμό εισάγεται και ένας τρίτος παράγοντας: η σταθερότητα. Το Σχήμα 13 δείχνει αυτό το σημείο. Το Σχήμα 13a δείχνει ότι η καθυστέρηση αυξάνεται εκθετικά με το προσφερόμενο φορτίο. Αλλά το Σχήμα 13b είναι περισσότερο σημαντικό. Δείχνει ότι η καθυστέρηση αυξάνεται με το throughput μέχρι το μέγιστο δυνατό throughput. Από αυτό το σημείο και πέρα, αν και το throughput μειώνεται λόγω των αυξημένων συγκρούσεων, η καθυστέρηση συνεχίζει να αυξάνεται.

3.5.2. Συμπεριφορά των καναλιών ανταγωνισμού

Αξίζει να εξετάσουμε τα Σχήματα 12 και 13 για να καταλάβουμε καλύτερα τη συμπεριφορά των καναλιών ανταγωνισμού. Το S και G είναι παράμετροι που έχουν παραχθεί και ότι αυτό που θέλουμε να εκτιμήσουμε είναι η πραγματική κυκλοφορία που δημιουργούν οι συσκευές του δικτύου, το εισαγόμενο φορτίο I .



ΣΧΗΜΑ 13: Η Καθυστέρηση ως Λειτουργία των G και S

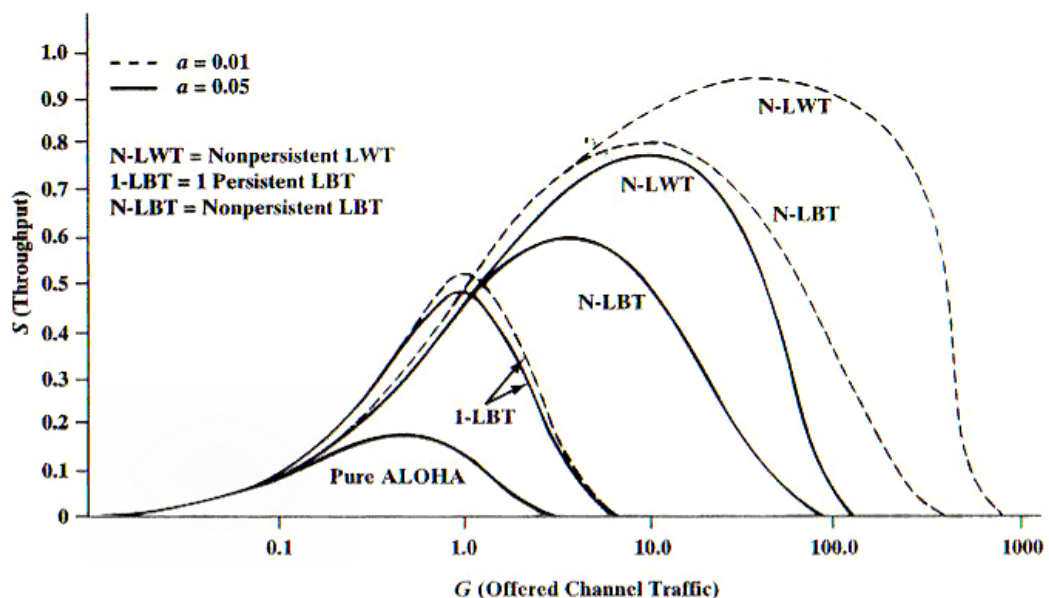
Όσο το εισαγόμενο φορτίο είναι λιγότερο από το μέγιστο πιθανό throughput, $\text{Max}_G(S)$, τότε $I = S$. Δηλαδή, το throughput του συστήματος ισούται με το εισαγόμενο φορτίο. Επομένως, περνάνε όλα τα φορτία. Ωστόσο, αν $I > \text{Max}_G(S)$, τότε τα Σχήματα 12 και 13 δεν ισχύουν πια. Το σύστημα δεν μπορεί να μεταδίδει τα πλαίσια τόσο γρήγορα όσο αυτά φτάνουν. Το αποτέλεσμα: Αν το I παραμένει επ' αορίστου πάνω από το κατώφλι, το D τείνει προς το άπειρο, το S τείνει προς το μηδέν και το G αυξάνεται απεριόριστα.

Το Σχήμα 13b δείχνει ότι, για μια δεδομένη τιμή του S , υπάρχουν δύο πιθανές τιμές του D . Και στις δύο περιπτώσεις, $I = S$ και το σύστημα μεταδίδει

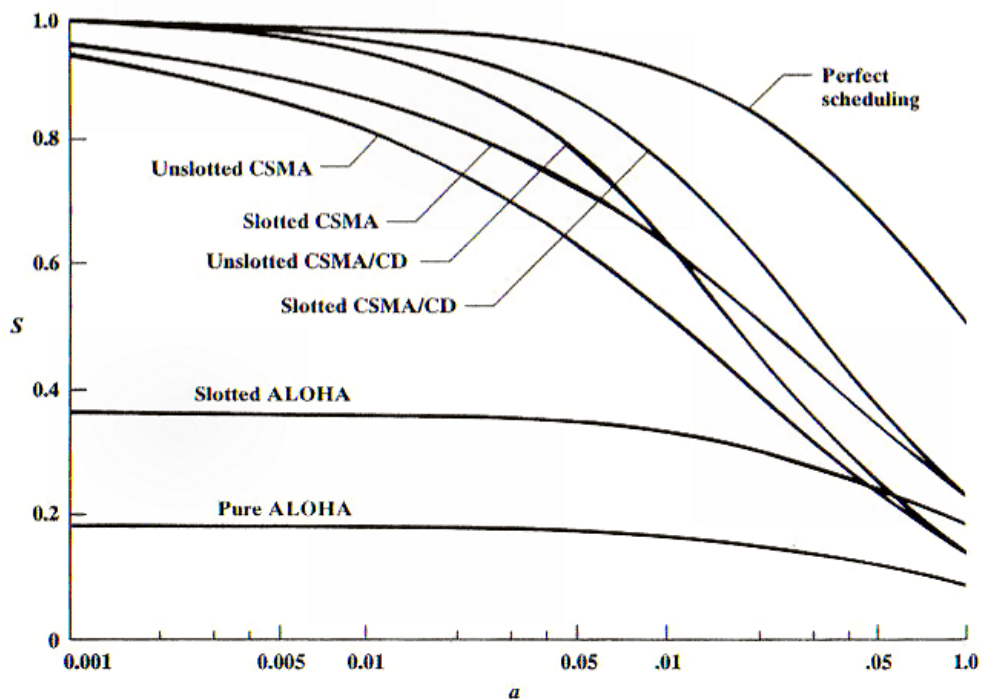
όλα τα εισαγόμενα πλαίσια. Αυτό εξηγείται ως εξής: όσο η εισαγωγή, $I = S$, πλησιάζει το σημείο κορεσμού, η στοχαστική φύση της εισαγωγής θα οδηγήσει τελικά σε μια περίοδο πολύ συχνών συγκρούσεων, καταλήγοντας σε μειωμένο throughput και μεγαλύτερες καθυστερήσεις πλαισίων.

Τέλος, αναφέρουμε ότι αυτά τα αποτελέσματα εξαρτώνται άμεσα από τις υποθέσεις που κάναμε. Για παράδειγμα, αν υπάρχει μόνο ένας σταθμός να μεταδίδει, τότε το throughput που μπορεί να επιτευχθεί είναι 1.0, και όχι 0.18 ή 0.37. Πραγματικά, με ένα μεμονωμένο χρήστη σε υψηλό ρυθμό δεδομένων και μια σειρά από άλλους χρήστες σε πολύ χαμηλούς ρυθμούς δεδομένων, μπορεί να επιτευχθεί η χρησιμοποίηση να πλησιάζει το 1. Ωστόσο, η καθυστέρηση που συνάντησαν οι άλλοι χρήστες είναι πολύ μεγαλύτερη απ' ό,τι στην περίπτωση της ομογένειας. Γενικά, όσο πιο ασταθείς είναι οι ρυθμοί των πηγών, τόσο πιο μεγάλο είναι το throughput [KLEI76].

Εξετάζοντας τώρα τα πρωτόκολλα CSMA, μπορούμε να χρησιμοποιήσουμε ένα παρόμοιο συλλογισμό για να παράγουμε αναλυτικά αποτελέσματα κλειστής μορφής, όπως κάναμε με το ALOHA και S-ALOHA.



ΣΧΗΜΑ 14: Throughput για διάφορα Πρωτόκολλα Ανταγωνισμού



ΣΧΗΜΑ 15:Μέγιστη Χρησιμοποίηση καναλιού για διάφορα Πρωτόκολλα Ανταγωνισμού

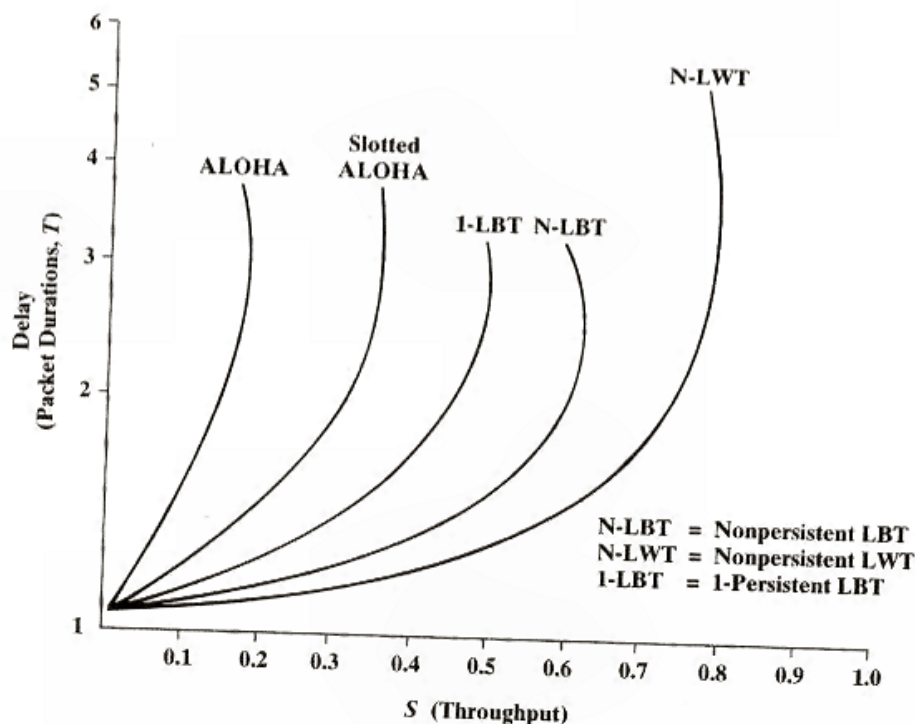
Το Σχήμα 14 συγκρίνει τα διάφορα πρωτόκολλα ανταγωνισμού για $a = 0.01$ και 0.05 . Πρέπει να σημειωθεί η σημαντική βελτίωση στο throughput των διάφορων σχεδίων CSMA στο ALOHA, καθώς επίσης και η μείωση στην απόδοση όταν το a είναι αυξημένο. Αυτό φαίνεται καθαρά στο Σχήμα 15. Όπως είναι αναμενόμενο, η απόδοση όλων των σχεδίων CSMA μειώνεται όταν αυξάνεται το a από τη στιγμή που η περίοδος ευπάθειας αυξάνεται.

Για αρκετά υψηλές τιμές του a , π.χ. 0.5 ως 1.0 , τα slotted πρωτόκολλα πλησιάζουν το S-ALOHA και τα unslotted πρωτόκολλα πλησιάζουν το ALOHA. Σε αυτές τις τιμές, δεν είναι ιδιαίτερα χρήσιμο ούτε το φέρον σήμα, ούτε και ο εντοπισμός συγκρούσεων. Επομένως, το πρωτόκολλο distributed reservation για τα δίκτυα MAN δεν συναντάει προβλήματα χρησιμοποιώντας το S-ALOHA αντί για το CSMA όταν ανταγωνίζεται για δεσμεύσεις.

Το Σχήμα 16 απεικονίζει την καθυστέρηση ως λειτουργία του throughput. Όπως βλέπουμε, το CSMA/CD προσφέρει σημαντικές βελτιώσεις όσον αφορά την καθυστέρηση και το throughput, σε σύγκριση με το CSMA με

$\alpha = 0.05$. Καθώς το α αυξάνεται, τα πρωτόκολλα αυτά συγκλίνουν μεταξύ τους και με το S-ALOHA.

Μία από τις πιο σημαντικές υποθέσεις που χρησιμοποιούνται για την εξαγωγή αυτών των αποτελεσμάτων είναι ότι ο αριθμός των πηγών είναι απερίοριστος. Η εγκυρότητα της υπόθεσης φαίνεται στο Σχήμα 10. Πρέπει να σημειωθεί ότι για τις μικρές τιμές του α , η αποδοτικότητα του συστήματος με ένα περιορισμένο αριθμό σταθμών διαφέρει ελάχιστα από την αποδοτικότητα που επιτυγχάνεται όσο ο αριθμός των σταθμών αυξάνει προς το άπειρο. Για μεγαλύτερες τιμές του α , οι διαφορές είναι πιο έντονες. Το σχήμα δείχνει ότι η υπόθεση που βασίζεται στο απερίοριστο πλήθος υποβιβάζει την αποδοτικότητα, αλλά αποτελεί μια καλή προσέγγιση.



ΣΧΗΜΑ 16: Καθυστέρηση για Διάφορα Πρωτόκολλα Ανταγωνισμού

Μια δεύτερη υπόθεση που είναι μη πραγματική περιλαμβάνει σταθερά μεγέθη frames. Ένα τοπικό δίκτυο μπορεί να καθορίσει σταθερά μεγέθη frames, όμως δεν θα είναι καθόλου αποδοτικό αν τα μήκη των μηνυμάτων ποικίλλουν. Μια κοινή περίπτωση είναι να υπάρχει ένα μεγάλο μέγεθος πλαισίου για τη μεταφορά αρχείων και ένα μικρότερο για διαδραστική

κυκλοφορία και επιβεβαιώσεις. Όσο μειώνεται το μέγεθος του πλαισίου, το α αυξάνεται, οπότε αν όλα τα πλαίσια ήταν μικρά, τότε η χρησιμοποίηση θα ήταν λιγότερη απ' ό,τι αν όλα τα πλαίσια ήταν μεγάλα. Πιθανώς, αν συνδυάζαμε τους δύο τύπους κυκλοφορίας, η αποδοτικότητα θα ήταν κάπου στο ενδιάμεσο. Επιπλέον, η ανάλυση έδειξε ότι μόνο ένα μικρό ποσοστό των μεγαλύτερων πλαισίων αρκεί για να πλησιάσει την υψηλότερο throughput των μεγάλων πλαισίων μόνο. Ωστόσο, αυτή το αυξανόμενο throughput ζημιώνει τα χαρακτηριστικά του throughput και της καθυστέρησης των μικρότερων πλαισίων. Στην πραγματικότητα, γίνονται πολυπληθή.

Ένα τελευταίο σημείο για τα προηγούμενα συμπεράσματα είναι ότι όλα αντιπροσωπεύουν αναλυτικά μοντέλα της απόδοσης τοπικών δικτύων. Μεγαλύτερη εγκυρότητα μπορεί να επιτευχθεί μέσω της προσομοίωσης, όπου μερικές από τις υποθέσεις μπορεί να είναι χαλαρές και μέσω της πραγματικής μέτρησης της απόδοσης. Γενικά, αυτές οι προσπάθειες τείνουν να επιβεβαιώνουν την εγκυρότητα των αναλυτικών μοντέλων. Αν και δεν είναι τελείως ακριβή, τα μοντέλα αυτά παρέχουν μια καλή εικόνα της συμπεριφοράς του δικτύου.

Κεφάλαιο 4^ο

4.1. Η Απόδοση του FDDI

Ένας από τους βασικούς παράγοντες για την απόδοση του FDDI είναι ο TTRT, ο επιδιωκόμενος χρόνος περιστροφής της token. Αυτή η παράμετρος, όπως έχει διαπραγματευτεί με όλους τους συμμετέχοντες σταθμούς, καθορίζει τον αναμενόμενο χρόνο μεταξύ της διαδοχικής αναγνώρισης μιας σκυτάλης από το σταθμό όταν ο δακτύλιος είναι απασχολημένος. Εφόσον, αυτή η παράμετρος έχει τεθεί από ενέργειες του χρήστη, είναι σημαντικό να κατανοήσουμε την επίδραση που έχει στην απόδοση.

Το πρότυπο FDDI καθορίζει μια σειρά κανόνων για την επιλογή του TTRT.

1. Ο χρόνος περιστροφής της σκυτάλης μπορεί να είναι τόσο υψηλός όσο δύο φορές το TTRT. Επομένως, ένα σταθμός που έχει να μεταδώσει σύγχρονα δεδομένα μπορεί να αντιμετωπίσει μια καθυστέρηση μέχρι και $2 * TTRT$. Επομένως, ένας σταθμός που χρειάζεται ένα εγγυημένο χρόνο απόκρισης θα πρέπει να ζητήσει μια τιμή TTRT ίση με το μισό του απαιτούμενου χρόνου απόκρισης.

2. Κάθε σταθμός έχει παράμετρο T_Min , που είναι η ελάχιστη τιμή του TTRT που μπορεί να ζητηθεί. Η παράμετρος T_Min μπορεί να τεθεί από τη διαχείριση του σταθμού δυναμικά ή μπορεί να διαμορφωθεί ως προεπιλεγμένη τιμή. Η μέγιστη προεπιλεγμένη τιμή του T_Min είναι 4 ms. Δηλαδή, αν οι σταθμοί είναι διαμορφωμένοι με προεπιλεγμένη τιμή T_Min , τότε η τιμή δεν θα ξεπερνάει τα 4 ms.

3. Κάθε σταθμός έχει παράμετρο T_Max , που είναι η μέγιστη τιμή του TTRT που μπορεί να ζητηθεί. Η παράμετρος T_Max μπορεί να τεθεί από τη διαχείριση του σταθμού δυναμικά ή μπορεί να διαμορφωθεί ως προεπιλεγμένη τιμή. Η ελάχιστη προεπιλεγμένη τιμή του T_Max στη βασική κατάσταση λειτουργίας είναι 165 ms και η ελάχιστη προεπιλεγμένη τιμή σε υβριδική κατάσταση λειτουργίας είναι 670 ms.

Παίρνοντας σαν δεδομένα τους παραπάνω περιορισμούς, το TTRT μπορεί να χρησιμοποιηθεί για τη βελτιστοποίηση της απόδοσης. Ας εξετάσουμε μερικές διαστάσεις της επίδρασης του TTRT στην απόδοση. Παρακάτω, συνοψίζουμε την εμφάνιση αυτού του μοντέλου και τα βασικά αποτελέσματα.

Υποθέτουμε ένα δακτύλιο FDDI με τις ακόλουθες παραμέτρους:

D = λανθάνων χρόνος δακτυλίου. Ο συνολικός χρόνος που χρειάζεται μια σκυτάλη για να κυκλοφορήσει στο δακτύλιο όταν δεν κυκλοφορούν δεδομένα

N = ο αριθμός των σταθμών στο δακτύλιο

T = η τιμή του TTRT που έχει διαπραγματευτεί

Θα αποδείξουμε ότι η παρακάτω εξίσωση ισχύει:

$$U = \frac{N * (TTRT - D)}{(N * TTRT) + D} \quad (17)$$

$$\text{Μέγιστη Καθυστέρηση Πρόσβασης} = (N - 1) * TTRT + 2D \quad (18)$$

Πρώτα θα δείξουμε ότι αυτή η σχέση ισχύει για ένα δακτύλιο με τρεις σταθμούς. Το Σχήμα 17 απεικονίζει το δακτύλιο και μια ακολουθία γεγονότων. Ο χρόνος κυλάει με κάθετη φορά στη σελίδα. Η σκυτάλη απεικονίζεται ως μια χοντρή οριζόντια γραμμή και η μετάδοση πλαισίου καθορίζεται από μια χοντρή γραμμή κατά μήκος του άξονα του χρόνου. Υποθέτουμε ότι αρχικά και οι τρεις σταθμοί είναι αδρανείς μέχρι $t + D$, όταν ξαφνικά και οι τρεις σταθμοί έχουν να στείλουν ένα μεγάλο πλήθος ασύγχρονων πλαισίων. Η ακολουθία των γεγονότων έχει ως εξής:

1. $t = 0$. Ο σταθμός S_1 βλέπει τη σκυτάλη και κάνει επανεκκίνηση στο χρόνο περιστροφής της σκυτάλης (TRT). Από τη στιγμή που ο σταθμός δεν έχει δεδομένα να στείλει, δεν παίρνει τη σκυτάλη, καθώς αυτή κυκλοφορεί στο δακτύλιο.
2. $t = t_{12}$. Ο σταθμός S_2 κάνει επανεκκίνηση στο TRT και αφήνει τη σκυτάλη να περάσει.
3. $t = t_{13}$. Ο σταθμός S_3 κάνει επανεκκίνηση στο TRT και αφήνει τη σκυτάλη να περάσει.
4. $t = D$. Ο σταθμός S_1 παίρνει τη σκυτάλη. Η τιμή του TRT

είναι D , οπότε μπορεί να κρατήσει τη σκυτάλη και να μεταδίδει δεδομένα για χρόνο $T - TRT = T - D$.

5. $t = T$. Το χρονόμετρο διατήρησης της σκυτάλης ΤΗΤ λήγει στο σταθμό S_1 και εκδίδει μια σκυτάλη.

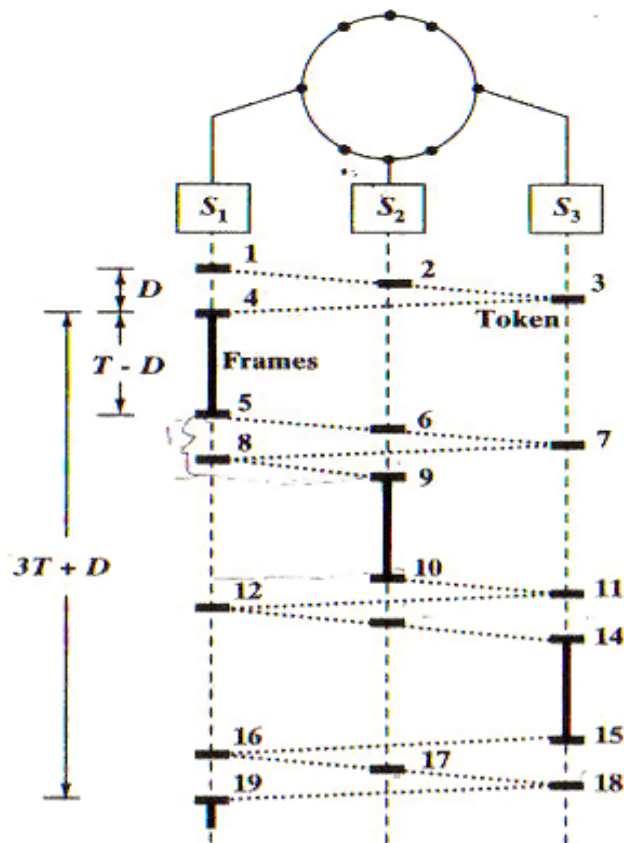
6. $t = T + t_{12}$ Ο σταθμός S_2 παρατηρεί τη σκυτάλη. Ο χρόνος που πέρασε από την τελευταία εμφάνισή της είναι T , οπότε ο σταθμός δεν μπορεί να μεταδώσει ασύγχρονα πλαίσια. Η σκυτάλη έχει το ελεύθερο να περάσει.

7. $t = T + t_{13}$ Ο σταθμός S_3 πρέπει να αφήσει τη σκυτάλη να περάσει.

8. $t = T + D$. Ο σταθμός S_1 πρέπει να αφήσει τη σκυτάλη να περάσει.

9. $t = T + D + t_{12}'$ Ο σταθμός S_1 παίρνει τη σκυτάλη. Η τιμή του TRT είναι D , οπότε μπορεί να κρατήσει τη σκυτάλη και να μεταδίδει δεδομένα για χρόνο $T - TRT = T - D$.

10. $t = T + D + t_{12} + (T - D) = 2T + t_{12}'$ Το timer διατήρησης της σκυτάλης ΤΗΤ λήγει στο σταθμό S_1 και εκδίδει μια σκυτάλη.



ΣΧΗΜΑ 17: Η Ακολουθία των Γεγονότων για Δίκτυο FDDI Τριών Σταθμών

Το παράδειγμα καταλήγει σε $t = 3T + D$. Μπορούμε να δούμε ότι το σύστημα κάνει ένα κύκλο, στον οποίο κάθε σταθμός μπορεί να μεταδίδει για συνολικό χρόνο $T - D$, και ο συνολικός χρόνος που πέρασε είναι $3T + D$. Όσο κάθε σταθμός έχει απεριόριστα ασύγχρονα πλαίσια να μεταδώσει, ο κύκλος θα επαναλαμβάνεται. Κατά τη διάρκεια κάθε κύκλου, ο συνολικός χρόνος μετάδοσης είναι $3(T - D)$. Επίσης, κάθε σταθμός περιμένει για ένα χρονικό διάστημα $2T + 2D$ μετά την αποδέσμευση της σκυτάλης. Αυτό το χρονικό διάστημα αποτελεί τη μέγιστη καθυστέρηση πρόσβασης, το οποίο θα είναι λιγότερο με μικρότερα φορτία. Επομένως, για ένα δακτύλιο με τρεις ενεργούς σταθμούς, η αποδοτικότητα και η μέγιστη καθυστέρηση πρόσβασης με μεγάλο φορτίο είναι

$$U = \frac{3 \chi (T - D)}{(3 \chi T) + D}$$

$$\text{μέγιστη καθυστέρηση πρόσβασης} = (3 - 1) \times T + 20$$

Η παραπάνω ανάλυση μπορεί να γενικευτεί με N σταθμούς. Οι εξισώσεις (17) και (18) μπορεί να χρησιμοποιηθούν για να υπολογίσουμε τη χρησιμοποίηση και τη μέγιστη καθυστέρηση πρόσβασης για οποιαδήποτε διαμόρφωση δακτυλίου FDDI. Για παράδειγμα, σκεφτείτε ένα δακτύλιο με 16 σταθμούς και ένα συνολικό μήκος ινών 20 km. Το φως ταξιδεύει πάνω στις ίνες με ταχύτητα 5.085 $\mu\text{s}/\text{km}$ και μια τυπική καθυστέρηση του repeater είναι 1 μs . Ο λανθάνων χρόνος του δακτυλίου μπορεί να υπολογιστεί ως εξής:

$$D = (20 \times 5.085) + (16 \times 1) = 0.12 \text{ ms}$$

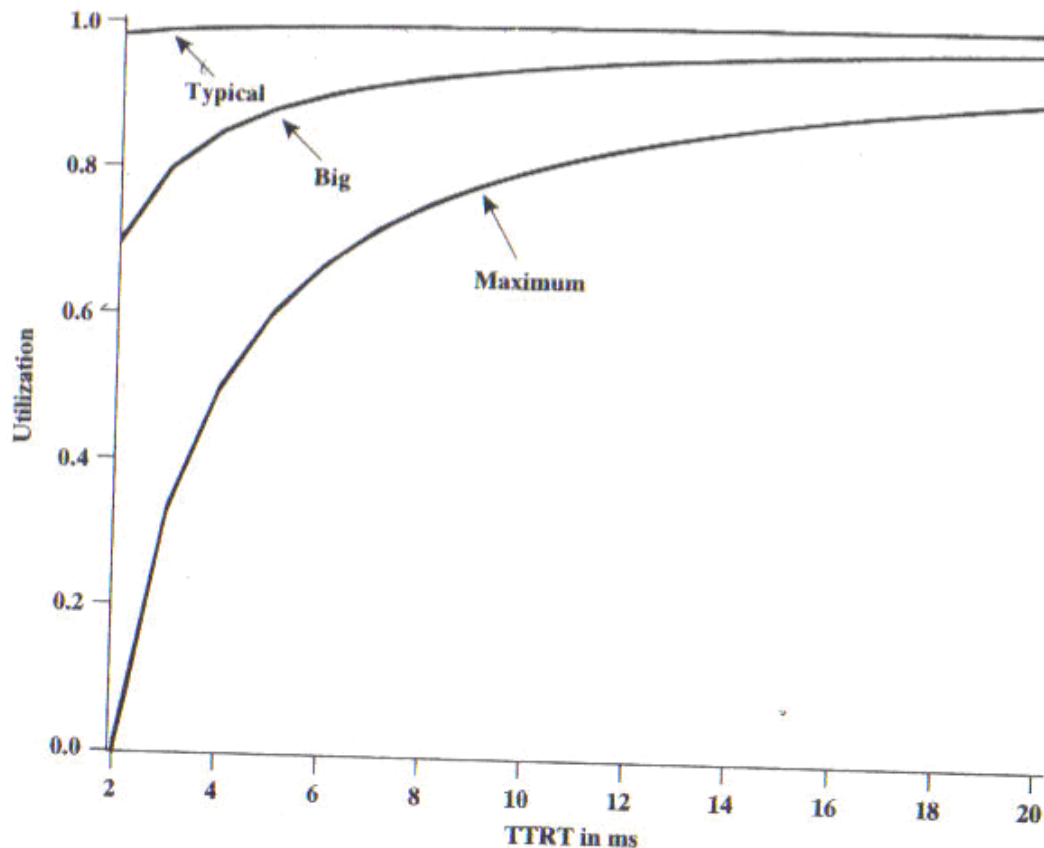
Αν υποθέσουμε ότι το TTR είναι 5 ms και οι 16 σταθμοί είναι όλοι ενεργοί, έχουμε

$$U = \frac{16 \times (5 - 0.12)}{(16 \times 5) + 0.12} = 0.975$$

$$\text{μέγιστη καθυστέρηση πρόσβασης} = (16 - 1) \times 5 + 2 \times 0.12 = 75.24 \text{ ms}$$

Το Σχήμα 18 δείχνει την επίδραση του TTRT στη χρησιμοποίηση. Εξετάζουμε τρεις διαμορφώσεις:

- Τυπική: αποτελείται από 20 μονούς προσαρτημένους σταθμούς (SASs) πάνω σε ένα δακτύλιο 4 km. Αυτό αρκεί για να διασυνδέσει ένα πλήθος δικτύων LAN και υπολογιστών σε ένα κτίριο με γραφεία. Ο λανθάνων χρόνος του δακτυλίου για αυτή τη διαμόρφωση είναι 0.04 ms περίπου.



ΣΧΗΜΑ 18: Η Χρησιμοποίηση του FDDI ως Λειτουργία του TTRT

- **Μεγάλη:** αποτελείται από 100 SAS πάνω σε ένα δακτύλιο 100 km. Ο λανθάνων χρόνος του δακτυλίου για αυτή τη διαμόρφωση είναι 0.6 ms περίπου.

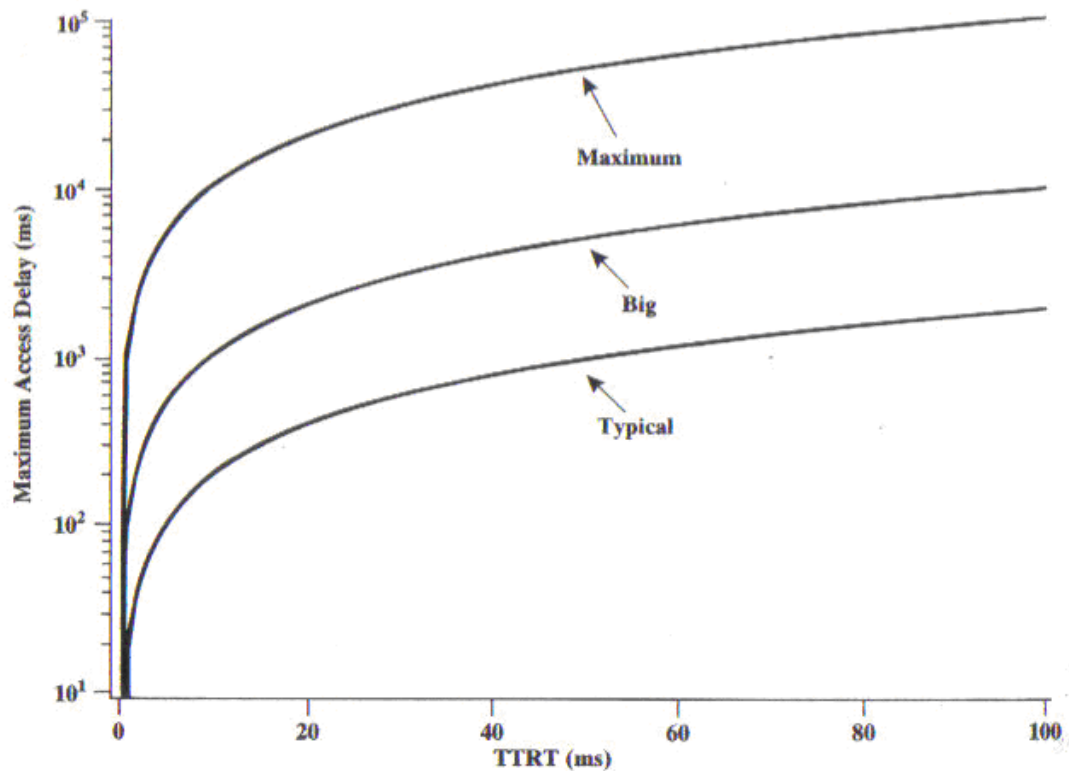
- **Μέγιστη:** αποτελείται από 500 σταθμούς διπλής προσάρτησης, διπλού MAC (media access control, έλεγχος πρόσβασης μέσω) (μία ενότητα MAC προς κάθε κατεύθυνση) πάνω σε ένα δακτύλιο 200 km. Ο λανθάνων χρόνος για αυτή τη διαμόρφωση είναι 2 ms περίπου.

Το σχήμα δείχνει ότι η αποδοτικότητα είναι χαμηλή όταν οι τιμές πλησιάζουν το λανθάνοντα χρόνο του δακτυλίου και αυξάνει καθώς αυξάνει το TTRT. Αυτό είναι λογικό: αν το TTRT είναι πολύ μικρό, τότε σε πολλές από τις κυκλοφορίες της σκυτάλης, πολλοί από τους σταθμούς θα πρέπει να την αφήσουν να περάσει. Πρέπει να σημειωθεί ότι από ένα σημείο και μετά, οι αυξήσεις του TTRT επιφέρουν μόνο μικρή αύξηση στη χρησιμοποίηση.

Βέβαια, όπως είναι αναμενόμενο, όσο αυξάνεται η χρησιμοποίηση

στο δακτύλιο, υπάρχει αυξανόμενη συμφόρηση και καθυστερήσεις στην ουρά για τις μεταδόσεις των σταθμών. Το αποτέλεσμα φαίνεται στο Σχήμα 19.

Επομένως, υπάρχει ένας συμβιβασμός στον καθορισμό του TTRT μεταξύ αποδοτικής χρησιμοποίησης του δακτυλίου και ελαχιστοποίησης των καθυστερήσεων σε ενεργούς σταθμούς.



Σχήμα 19: FDDI Access Delay σαν συνάρτηση του TTRT

4.2. Η Απόδοση του DQDB

Όπως και στο FDDI, υπάρχει μια βασική παράμετρος στο DQDB που μπορεί να τεθεί από το χρήστη και η οποία επηρεάζει σημαντικά την απόδοση: η μονάδα ισοστάθμισης του εύρους ζώνης. Ένας κόμβος χωρίς ισοστάθμιση εύρους ζώνης μπορεί να χρησιμοποιήσει μία άδεια θυρίδα QA αν έχει κάνει μια δέσμευση και δεν υπάρχουν δεσμεύσεις κατά τη φορά της κίνησης στην ουρά μπροστά του. Με την ισοστάθμιση εύρους ζώνης, μετά από κάθε τμήμα BWB_MOD QA που έχει μεταδοθεί, ένας κόμβος πρέπει να αφήνει να περάσει μία επιπλέον ελεύθερη θυρίδα QA, όπου BWB_MODHs είναι η μονάδα ισοστάθμισης του εύρους ζώνης. Για να κατανοήσουμε καλύτερα την επίδραση του BWB_MOD στην απόδοση, ας αναλογιστούμε τις ακόλουθες συνθήκες, που φέρουν το μέγιστο throughput του υποδικτύου:

- Κανένας σταθμός δεν έχει κυκλοφορία PA.
- Όλοι οι σταθμοί έχουν κυκλοφορία QA και είναι έτοιμοι να μεταδώσουν ανά πάσα στιγμή.
- Όλα τα τμήματα QA έχουν την ίδια προτεραιότητα.
- Όλοι οι κόμβοι έχουν τη ίδια τιμή για BWB_MOD.

Ορίζουμε

γ = το throughput οποιουδήποτε κόμβου

N = ο αριθμός των κόμβων

β = η τιμή του BWB_MOD

Το μέγιστο throughput ενός κόμβου είναι περιορισμένη κατά $\beta/(1+\beta)$. Μπορούμε να εκφράσουμε το throughput ενός κόμβου ως την ποσότητα της χωρητικότητας που δεν χρησιμοποιείται από άλλους κόμβους, που υπόκειται στον περιορισμό. Επομένως

$$\gamma = \frac{\beta}{1+\beta} * [1-(N-1)*\gamma]$$

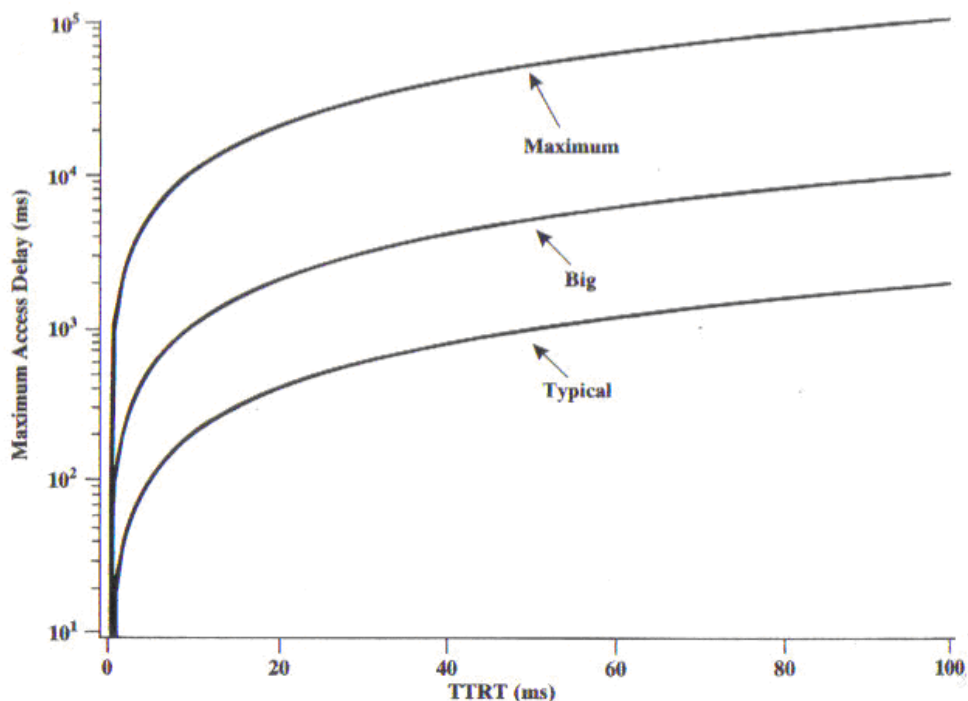
Η λύση του γ μας δίνει

$$\gamma = \frac{1}{N + (1/\beta)}$$

Έτσι το κανονικοποιημένο throughput, ή η χρησιμοποίηση, για ένα δίαυλο με N σταθμούς είναι

$$U = \frac{N}{N + (1/\beta)}$$

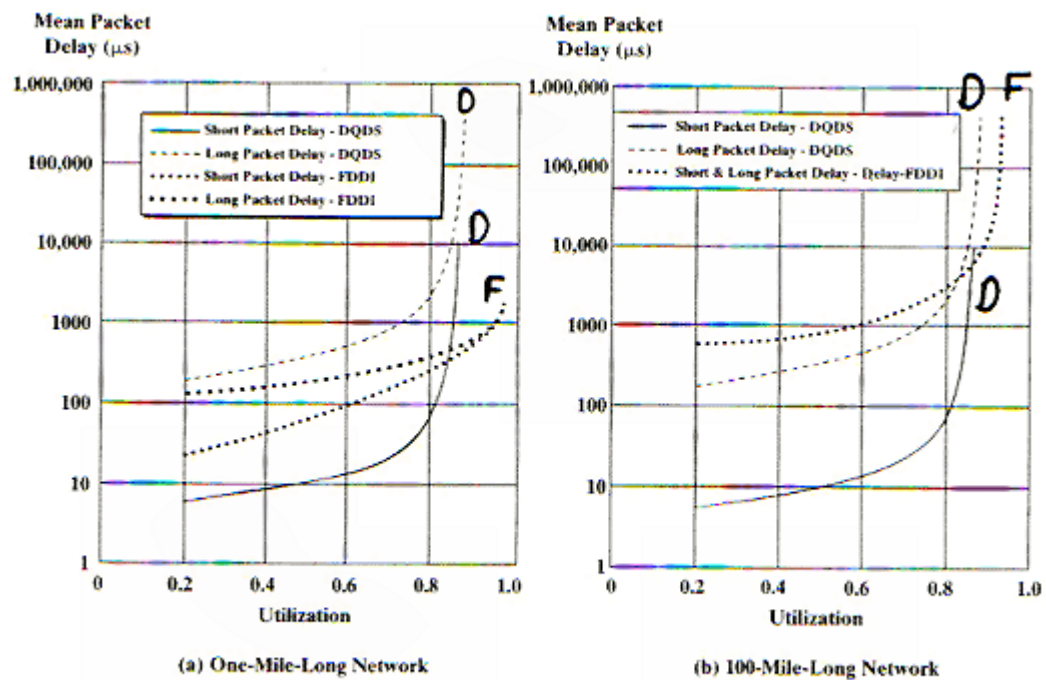
Το Σχήμα 20 απεικονίζει τη χρησιμοποίηση ως λειτουργία του πλήθους σταθμών για διάφορες τιμές του BWB_MOD. Όσο πιο μικρή είναι η τιμή του BWB_MOD, τόσο πιο πολλές είναι οι θυρίδες που κάθε σταθμός θα αφήσει να περάσουν αχρησιμοποίητες. Αναλογικά, όσο πιο μικρή είναι η τιμή του BWB_MOD, τόσο πιο μειωμένη θα είναι η χρησιμοποίηση. Από την άλλη πλευρά, αυξάνοντας τον αριθμό των σταθμών αυξάνει και η χρησιμοποίηση, από τη στιγμή που αυξάνεται η πιθανότητα για τις θυρίδες που έχουν περάσει να χρησιμοποιηθούν κατά τη φορά της κίνησης.



ΣΧΗΜΑ 20: Η Επίδραση της Ισοστάθμισης του Εύρους Ζώνης στη Χρησιμοποίηση του DQDB

Η Συγκριτική Απόδοση των FDDI και DQDB

Και τα δύο πρωτόκολλα μπορούν να πετύχουν πολύ υψηλά επίπεδα χρησιμοποίησης. Αυτό είναι πολύ σημαντικό επειδή η υψηλή ταχύτητα και το μεγάλο εύρος αυτών των δικτύων καθιστούν πολύ δύσκολη την επίτευξη της αποδοτικής χρησιμοποίησης. Το Σχήμα 21 δείχνει τα αποτελέσματα .



Σχήμα 21: Καθυστέρηση για FDDI και DQDB

Τα σχήματα υποθέτουν ένα μικτό περιβάλλον εφαρμογών με διαδραστικές εφαρμογές και εφαρμογές μεταφοράς μαζικών αρχείων, με όλους τους σταθμούς να είναι εξίσου φορτωμένοι με 20% του φορτίου από την εφαρμογή μεταφοράς αρχείων. Γίνεται μια διάκριση μεταξύ μικρών πακέτων που δημιουργούνται από διαδραστικές εφαρμογές και μεγάλων πακέτων που δημιουργούνται από τη μεταφορά αρχείων. Στην περίπτωση του FDDI, ένα μικρό πακέτο μεταφέρεται σε μικρό πλαίσιο, ενώ ένα μεγάλο πακέτο μεταφέρεται σε ένα ή σε μερικά μεγάλα πλαίσια. Στην περίπτωση του DQDB, ένα μικρό πακέτο μεταφέρεται σε μία θυρίδα QA, ενώ ένα μεγάλο πακέτο απαιτεί ένα πλήθος θυρίδων QA.

Το σχήμα δίνει διάφορα ενδιαφέροντα αποτελέσματα:

- Στο DQDB η καθυστέρηση είναι πολύ λιγότερη για τα μικρά πακέτα και στα δύο μεγέθη δικτύων. Αυτό οφείλεται στο γεγονός ότι, με πολλαπλά τμήματα QA, ένας κόμβος πρέπει να περιμένει μέχρι να μεταδοθεί ένα τμήμα προτού κάνει μια δέσμευση για το επόμενο τμήμα και έπειτα πρέπει να περιμένει για μια ελεύθερη θυρίδα, αφού θα έχουν ικανοποιηθεί όλες οι ενδιάμεσες δεσμεύσεις κατά τη φορά της κίνησης.
- Η χρησιμοποίηση πάνω από 80% περίπου προκαλεί μεγάλες καθυστερήσεις στην ουρά για όλη την κυκλοφορία του DQDB, ενώ ένα μικρό δίκτυο FDDI μπορεί να υποστηρίξει μεγαλύτερη χρησιμοποίηση.
- Το DQDB φαίνεται ότι είναι πιο κατάλληλο για διαδραστική κυκλοφορία, ενώ το FDDI είναι πιο κατάλληλο για μαζική κυκλοφορία.

4.3 Απόδοση Ethernet

Η απόδοση του δικτύου είναι ένα πολύπλοκο θέμα με πολλούς παραμέτρους, και ευκρινώς δεν είναι εύκολο να μοντελοποιήσεις ένα σύστημα δικτύου αρκετά καλό όπου μπορείς να υπολογίσεις επακριβώς ποιο θα είναι το traffic load. Προσφέροντας επιπλέον bandwidth δίνει τη δυνατότητα στο χρήστη να μεταφέρει γρήγορα ένα μεγάλο αρχείο αν χρειαστεί. Επιπλέον bandwidth βοηθά στο να εξασφαλίσουμε την καλή χρήση των εφαρμογών που είναι delay-sensitive.

Επιπρόσθετα, μόλις ένα δίκτυο εγκατασταθεί, είναι χρήσιμο στοιχείο η αύξηση του bandwidth, λόγω της συνεχής αύξηση των σταθμών και των εφαρμογών. Για έναν σχεδιαστή δικτύων, η απόδοση του Ethernet σημαίνει την ικανότητα του να λειτουργεί με πλήρη ρυθμό μετάδοσης των frames σε ένα κανάλι Ethernet. Από την άλλη για έναν χρήστη του δικτύου, όταν μιλάμε για απόδοση αναφερόμαστε στο πόσο γρήγορα ανταποκρίνονται οι εφαρμογές που βασίζονται στο δίκτυο στις εντολές. Σε αυτή την περίπτωση, η απόδοση του Ethernet καναλιού που ο υπολογιστής του χρήστη είναι συνδεδεμένος είναι ένα μέρος από την συνολική οντότητα που πρέπει να δουλεύει μαζί για να παραδίδει εφαρμογές του δικτύου.

Όταν υπολογίζουμε την απόδοση ενός Ethernet καναλιού, οι μελετητές χρησιμοποιούν συνήθως προσομοιώσεις και αναλυτικά μοντέλα βασιζόμενα σε ένα σκόπιμα υπερφορτωμένο σύστημα. Αυτό γίνεται για να ελέγξουμε ποια είναι τα όρια του καναλιού, και πόσο καλά μπορεί το κανάλι να ανταποκριθεί σε υπερβολικό φόρτο. Τα μοντέλα ανάλυσης και προσομοίωσης που χρησιμοποιούνται, γίνονται όλο και περισσότερο σύνθετα στο να σχηματίσουν την πραγματική συμπεριφορά του Ethernet. Παρατηρούμε ότι στην μελέτη μας παρομοίως παρουσιάζονται παρόμοιες αναλύσεις και για Fast / Gigabit Ethernet .

Θα εξετάσουμε την απόδοση με βάση το προσφερόμενο φορτίο και θα αναλυθεί πόσο επηρεάζει ο συγκεκριμένος παράγοντας την απόδοση του Ethernet. Αναφέρουμε τις τρεις βασικές περιοχές λειτουργίας του Ethernet καναλιού:

Lightly loaded

Με ποσοστό 0 έως 50 τις εκατό μέση χρησιμοποίηση του καναλιού, το δίκτυο αντιδρά γρήγορα. Οι σταθμοί στέλνουν πακέτα με πολύ μικρή καθυστέρηση πρόσβασης της τάξεως του 0.001second ή και λιγότερο σε ένα κανάλι 10Mbps. Η απάντηση σε εφαρμογές real-time είναι αποδεκτή.

Moderate to heavy load

Με ποσοστό 50 έως 80 τις εκατό μέση χρησιμοποίηση του καναλιού, το κανάλι παρουσιάζει μεγαλύτερες καθυστερήσεις τις τάξεως 0.01 σε 0.1second σε 10Mbps κανάλι. Αυτή η καθυστέρηση δεν είναι εμφανής σε εφαρμογές όπως Web, Telnet, bulk file transfers, ή σε προσβάσεις αρχείων συστήματος ή σε βάσεις δεδομένων. Ωστόσο, η καθυστέρηση μετάδοσης είναι αρκετά μεγάλη για μερικά πακέτα όπου σε real time εφαρμογές could experience negative effects from variably delay. Short term traffic bursts into this region should not be a problem, but longer term load averages at this rate of utilization are not recommended for best performance.

Very high load

Με ποσοστό 80 έως 100 τις εκατό μέση χρησιμοποίηση του καναλιού, η καθυστέρηση μετάδοσης είναι αρκετά μεγάλη, και το ποσοστό jitter μπορεί να είναι αρκετά μεγάλο. Η καθυστέρηση πρόσβασης μέχρι και ένα second είναι πιθανή σε κανάλι 10 Mbps, όπου και μεγαλύτερες καθυστερήσεις έχουν παρουσιαστεί σε προσομοιώσεις.

Για να μπορέσουμε να παρακολουθήσουμε το συνολικό ποσό traffic στο Ethernet απαιτείται μια συσκευή η οποία λειτουργεί σε promiscuous receive mode, reading in every frame seen on the LAN. Εξετάζοντας κάθε

frame απαιτείται ένα network interface και έναν υπολογιστή όπου μπορεί να συμβαδίζει με υψηλούς ρυθμούς frame.

Το πρωτόκολλο Ethernet όπως έχουμε αναφέρει χρησιμοποιεί τον μηχανισμό CSMA/CD για ανάλυση του ανταγωνισμού στην επικοινωνία του μέσου. Λόγω του μικρού overhead, το Ethernet χρησιμοποιεί έναν απλό αλγόριθμο για την λειτουργία του στο δίκτυο και σχεδόν δεν υπάρχει καθυστέρηση σε μικρά φορτία στο δίκτυο. Δεν χρησιμοποιεί μέσο επικοινωνίας για να αποκτήσει πρόσβαση στο μέσο όπως γίνεται στα πρωτόκολλα Token Bus και Token Ring. Το Ethernet χρησιμοποιεί το πρότυπο 10Mb/s. Ένα high-speed (100Mb/s ή 1Gb/s) Ethernet χρησιμοποιείται κυρίως για data networks.

Σε δίκτυα υψηλού φόρτου, η σύγκρουση μηνυμάτων είναι ένα μεγάλο πρόβλημα επειδή επηρεάζουν αρκετά το throughput των δεδομένων και καθυστέρηση χρόνου, το οποίο μπορεί να είναι απεριόριστο. Η επιρροή του Ethernet capture βρίσκεται στο πρότυπο του αλγορίθμου BEB, όπου ένας κόμβος μεταφέρει πακέτα αποκλειστικά παρατεινόμενο χρόνο παρά την αναμονή των άλλων κόμβων για πρόσβαση στο μέσο, το οποίο προκαλεί ανισότητα και πραγματική μείωση της απόδοσης. Βάση του BEB αλγορίθμου, ένα μήνυμα μπορεί να παραβλεφθεί μετά από μια σειρά συγκρούσεων.

Γι αυτό και οι επικοινωνίες end to end δεν προτείνονται. Λόγω του απαιτούμενου μικρού μήκους frame, το Ethernet χρησιμοποιεί μεγάλο μέγεθος μηνύματος για να μεταδώσει ένα μικρό σε σύνολο δεδομένα.

Πολλές λύσεις έχουν προταθεί για χρήση του Ethernet σε εφαρμογές ελέγχου. Για παράδειγμα κάθε μήνυμα θα μπορούσε να στείλει ένα χρονικό χαρακτηριστικό πριν μεταδοθεί. Αυτό απαιτεί συγχρονισμό clock που δεν είναι εύκολο να επιτευχθεί με αυτόν τον τύπο δικτύου. Διάφορα σχέδια που βασίζονται στην καθοριστική επαναμετάδοση καθυστερούν για τα συγκρουόμενα πακέτα του πρωτοκόλλου CSMA/CD με αποτέλεσμα μια upper-bounded καθυστέρηση για όλα τα πακέτα που μεταδίδονται .

Ωστόσο αυτό επιτυγχάνεται εις βάρος της μείωσης της απόδοσης του CSMA/CD στο ελάχιστο, στην μέτρια χρησιμοποίηση του καναλιού και τέλος στην καθυστέρηση του throughput. Μια άλλη λύση για να prioritize CSMA/CD είναι να βελτιώσει τον χρόνο απάντησης των κρίσιμων πακέτων.

Χρησιμοποιώντας switched Ethernet υποδιαιρώντας την αρχιτεκτονική του δικτύου είναι ακόμα ένας τρόπος για βελτίωση της αποδοτικότητας.

Ένας πού σημαντικός παράγοντας στην απόδοση του Ethernet είναι το blocking time, όπου είναι ο χρόνος που ένα μήνυμα πρέπει να περιμένει μέχρι ο κόμβος να είναι έτοιμος να το μεταδώσει. Περιλαμβάνει το χρόνο αναμονής όταν οι άλλοι κόμβοι μεταδίδουν πακέτα και το χρόνο που χρειάζεται για να ξανασταλθεί το μήνυμα εάν υπάρχει σύγκρουση.

4.4 Απόδοση ATM

Το Asynchronous Transfer Mode (ATM) είναι πρωτόκολλο με μεγάλο bandwidth, μικρή καθυστέρηση, μεταγωγής πακέτων και τεχνική πολυπλεξίας. Το ATM χρησιμοποιεί ένα απλό κανάλι σηματοδότησης, με όλα τα σήματα ελέγχου να μεταδίδονται στο ίδιο εικονικό κανάλι. Επίσης, επιτρέπει να υπάρχουν σε ένα μόνο φυσικό κύκλωμα πολλαπλές λογικές συνδέσεις και χρησιμοποιεί cells μήκους 48bytes(συν την κεφαλή 5byte). Λόγω της μεγάλης αξιοπιστίας των μοντέρνων υψηλών ταχυτήτων ψηφιακών δικτύων, υπάρχει μικρό overhead σε κάθε cell για έλεγχο λαθών. Η μελέτη της απόδοσης ενός ATM δικτύου ενάγεται στην θεωρία ουρών. Δεν υπάρχει πρωτόκολλο πρόσβασης στο μέσο. Η απόδοση καθορίζεται από το φορτίο και το BER. Που μεταδίδονται τα δεδομένα, π.χ. αν το μέσο δεν είναι αξιόπιστο γίνεται επαναμετάδοση.

Όσο αυξάνεται η χωρητικότητα αυξάνεται και η απόδοση. Μέσα από την μελέτη μας παρατηρούμε ότι δεν είναι ανάλογο με το capacity. Το cell loss ratio που παρουσιάζεται στο μοντέλο δικτύου ATM είναι πάντα μηδέν είτε πρόκειται για καταστάσεις υψηλού είτε για χαμηλού φορτίου.

ΣΥΓΚΡΙΤΙΚΟΣ ΠΙΝΑΚΑΣ ΧΑΡΑΚΤΗΡΙΣΤΙΚΩΝ ΠΡΩΤΟΚΟΛΛΩΝ

ΣΥΓΚΡΙΤΙΚΟΣ ΠΙΝΑΚΑΣ ΧΑΡΑΚΤΗΡΙΣΤΙΚΩΝ ΠΡΩΤΟΚΟΛΛΩΝ						
	Ιδανικό περιβάλλον χρήσης	Bandwidth	Μέγιστη απόσταση	Μεσο	Synchronous	Asynchronous
	Δορυφορικά δίκτυα	9,6 Kbit	N.A.	Air		x
ETHERNET	LAN	10Mbit	30m	UTP Cable		x
ETHERNET	LAN / WAN	100Mbit	30m	UTP Cable		x
ETHERNET	WAN / MAN	1Gbit	N.A.	Fiber Optics		x
BUS	LAN	4-16Mbit	150m	Coaxial 75U cables	x	
RING	LAN	4-16Mbit	150m	Coaxial 75U cables	x	
	LAN / WAN (subnetworks)	100Mbit	100m	STP / UTP Cable		x
DQDB		LAN / WAN (subnetworks)	34-155Mbit	Ανάλογα το μέσο από 30m μέχρι αρκετά KMs	Coaxial, Microwave, Fiber Optics	
ATM		Backbones	10Gbit	KMs	Fiber Optics	

Κεφάλαιο 11^ο

Αναφέρουμε αναλυτικά δυο μελέτες (case studies) για να παρουσιάσουμε, πέρα από την ανάπτυξη του θεωρητικού μέρους, την συμπεριφορά των πρωτοκόλλων σε πραγματικές συνθήκες.

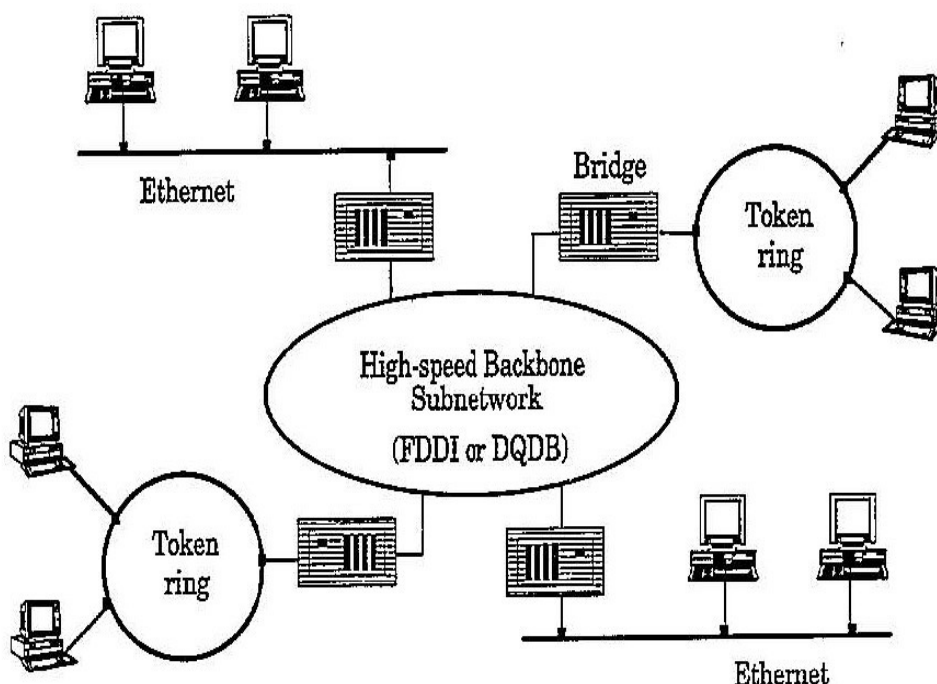
Το πρώτο case study επικεντρώνεται σε μια λεπτομερή σύγκριση της απόδοσης των DQDB και FDDI όταν και τα δυο χρησιμοποιούνται ως ένα backbone υποδίκτυο. Παρουσιάζονται τα βασικά χαρακτηριστικά των δυο υποδικτύων και των γεφυρών , και ακολουθείται μια περιγραφή όλων των θεμάτων που μπορεί να προκύψουν όσον αφορά την διασύνδεση Ethernet δικτύων. Ακολουθεί μια σειρά από αποτελέσματα της απόδοσης που λάβαμε από τις αναλύσεις. Η εργασία τελειώνει με οδηγίες που πρέπει να ακολουθήσουμε για να καταφέρουμε την μέγιστη απόδοση σε συγκεκριμένες απαιτήσεις εφαρμογών .

Στο δεύτερο case study, εξετάζονται αναλυτικά τη καθυστέρηση μετάδοσης του δικτύου καθώς τα πακέτα μεταφέρονται από τον server στις εφαρμογές του client. Γίνεται προσομοίωση μιας Video-on-Demand (VOD) κίνησης πάνω στο δίκτυο και δίνεται προσοχή στην ανάλυση της end-to-end καθυστέρησης σε κάθε τμήμα ολόκληρου δικτύου. Φαίνεται ότι ένα αυστηρό bottleneck δημιουργείται πάνω από το Ethernet τμήμα, αφού η συμφόρηση πάνω στο Ethernet bus ανέρχεται καθώς τα πακέτα κατευθύνονται στο Ethernet δίκτυο. Αντίθετα, η τεχνολογία ATM δίνει μια ικανοποιητική υψηλή ταχύτητα δεδομένων στο δίκτυο.

11.1 Σύγκριση DQDB και FDDI για διασύνδεση σε δίκτυα LAN

1. Εισαγωγή

Η διασύνδεση των LAN πάνω σ' ένα ολοκληρωμένο σύστημα χωρίς απώλεια απόδοσης, είναι ένα κύριο θέμα που απασχολεί τους κατασκευαστές δικτύων. Τα DQDB και ANSI FDDI πρότυπα, είναι τα δυο υποψήφια δίκτυα που μπορούμε να καλύψουμε τέτοιες απαιτήσεις. Μεταξύ των εναλλακτικών μεθόδων σύνδεσης, οι MAC γέφυρες (bridges) είναι γνωστές αφού είναι transparent σε τερματικούς σταθμούς (end stations) και εξασφαλίζουν μεγάλο throughput. Ένας από τους πιο δημοφιλή τρόπους για διασύνδεση LAN κατανεμημένο σε ένα κτίριο, είναι με την σύνδεση κάθε LAN, μέσω μιας γέφυρας, με υψηλής ταχύτητας backbone υποδίκτυο. Η γενική εικόνα φαίνεται στο σχήμα 1. Οι γέφυρες επίσης προτείνονται και για σύνδεση LAN υψηλών ταχυτήτων με backbones.



ΣΧΗΜΑ 1: Ένα τυπικό δίκτυο που περιλαμβάνει υψηλών ταχυτήτων backbone διασυνδέσεις διαφορετικών ετερογενών LANs.

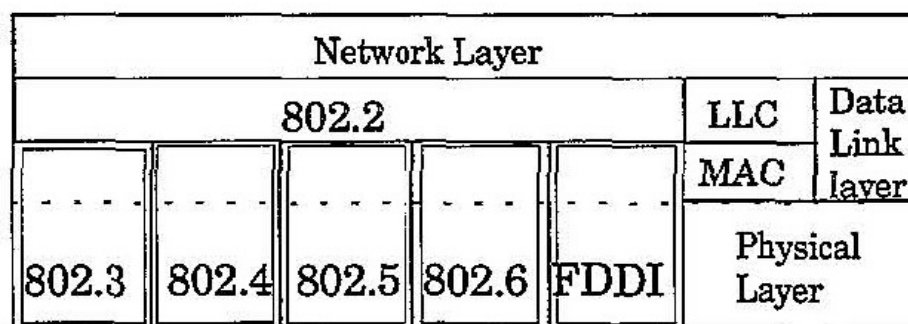
Η μελέτη αυτή αναφέρεται στην απόδοση ενός μόνο DQDB υποδικτύου connectionless για την διασύνδεση με LAN. Γι αυτό η επόμενη περιγραφή αναφέρεται στο πρωτόκολλο DQDB μόνο για τη μέθοδο πρόσβασης QA. Η λειτουργία του πρωτοκόλλου ελέγχου πρόσβασης βασίζεται πάνω σε δυο bits ελέγχου που εμπεριέχονται στο πεδίο ελέγχου πρόσβασης της κεφαλής του slot. Το BUSY bit και το REQUEST bit. Το BUSY bit υποδεικνύει το status του slot αν είναι κενό ή εάν είναι απασχολημένο. Το REQ bit χρησιμοποιείται για να δηλώνει πότε ένα segment είναι στην ουρά για μετάδοση στον αντίθετο δίαυλο. Κάθε σταθμός, μετρώντας τα REQ bits από τον δίαυλο B και τα ελεύθερα slots που περνούν από τον δίαυλο A, μπορεί να υπολογίσει τον αριθμό των segments που είναι μπροστά από αυτόν στην κατανεμημένη ουρά για τον δίαυλο A. Η κατανεμημένη ουρά χρησιμοποιεί δυο μετρητές σε κάθε σταθμό :request counter(RQ) και count down (CD) counter όπως φαίνεται στο σχήμα 4. Ο μετρητής RQ χρησιμοποιείται για να κρατά την αρίθμηση των αριθμών των σταθμών που είναι downstream στον δίαυλο A που έχουν ζητήσει πρόσβαση στο δίαυλο μέσω των REQ bits στον σταθμό B. Ο σταθμός που έχει ένα segment να μεταδώσει στον σταθμό A sets a REQ bit στον σταθμό B, και μεταφέρει την τρέχουσα τιμή του RQ counter στο CD counter. Ο μετρητής CD υποδηλώνει τον αριθμό των segments που είναι στο queue του downstream πριν από την τρέχουσα request και επίσης τον αριθμό των κενών slots ο σταθμός επιτρέπει να περάσουν στον δίαυλο A. Για κάθε κενό slot που επιτρέπει να περάσει downstream στον δίαυλο A, ο μετρητής CD μειώνεται. Όταν ο μετρητής CD γίνει μηδέν, τότε ο σταθμός μπορεί να στείλει τα δικά του segment στο επόμενο κενό slot που περνά στο δίαυλο A. Κάθε σταθμός μπορεί να τοποθετήσει ένα segment τη φορά στην κατανεμημένη ουρά. Ξεχωριστή ουρά λειτουργεί για κάθε από τους δυο διαύλους , με ξεχωριστούς μετρητές σε κάθε σταθμό για κάθε δίαυλο.

2. Transparent Bridges

Οι γέφυρες λειτουργούν στο υποεπίπεδο MAC και είναι διαφανής στα τερματικά. Μια γέφυρα λαμβάνει και αποθηκεύει προσωρινά ολόκληρα frames πριν πραγματοποιήσει την μεταφορά τους. Σε κανονική λειτουργία, η διεύθυνση MAC από κάθε σταθμό την γνωρίζει η γέφυρα και την κρατάει σε ένα routing table γνωστό ως “forwarding database”. Έπειτα από την φάση αναγνώρισης, όταν ένα frame λαμβάνεται από το port της γέφυρας, η forwarding database ψάχνει να βρει αν η διεύθυνση προορισμού υπάρχει για το συγκεκριμένο port. Εάν ναι, το frame παραβλέπεται, αλλιώς τοποθετείται end-to-end στο κατάλληλο port για forwarding. Οι bridges δεν αλλάζουν τα δεδομένα από το MAC frame

3. Θέματα διασύνδεσης LAN

Τα διάφορα IEEE 802 LAN πρότυπα διαφέρουν στο φυσικό επίπεδο και στο υποεπίπεδο MAC, αλλά είναι συμβατά στο υποεπίπεδο LLC. Η σχέση μεταξύ FDDI, IEEE 802.6 και τα διάφορα 802 LANs στο OSI Layer φαίνεται στο παρακάτω σχήμα.



ΣΧΗΜΑ 2: Η θέση των IEEE 802 LANs, FDDI και IEEE 802.6 στο μοντέλο αναφοράς ISO. LLC, logical link control; MAC, medium access control.

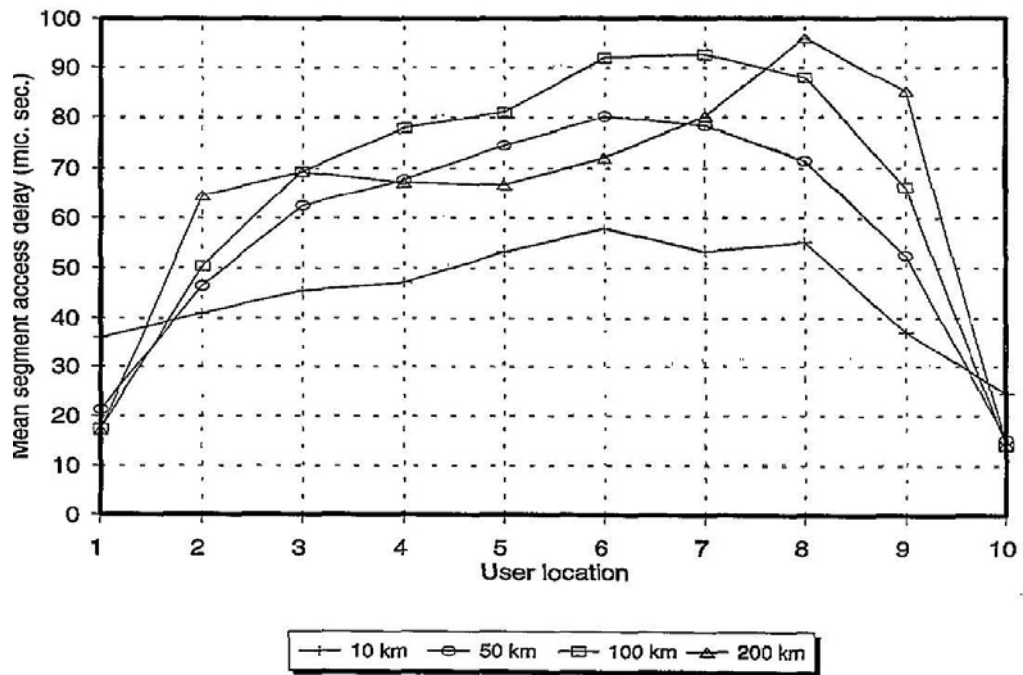
Αυτό κάνει και τους δυο τύπους δικτύων κατάλληλα για χρήση όπως και τα backbones για LAN διασύνδεση χρησιμοποιώντας γέφυρες MAC. Το μέγιστο μήκος του frame καθορίζεται στο FDDI στα 4500bytes και στο 802.6 , στα 9188bytes, και τα δυο είναι καλύτερα από το μέγιστο frame size range of 802.3(CSMA/CD)LAN's(1518bytes). Παρόλο που δεν υπάρχει καθορισμένος περιορισμός στο μήκος του frame στο 802.5(token ring) όταν συνδέεται μέσω γεφυρών MAC το μήκος του frame με αυτά των LAN's δεν πρέπει να υπερβαίνει τα επιτρεπτά όρια των backbones. Επίσης, το FDDI, IEEE 802.6 και κάθε 802 LAN χρησιμοποιούν και μπορούν να αναγνωρίσουν μόνο ένα μοναδικό frame τυποποιημένο συγκεκριμένα στο δικό τους MAC πρωτόκολλο. Γι αυτό , με τον ίδιο τρόπο όπου τα frames μεταξύ ανόμοιων 802 LAN's δεν μπορούν να μεταφερθούν απευθείας σε ένα FDDI ή DQDB backbone. Η γέφυρα, επομένως , πρέπει να ενσωματώσει ένα LAN frame μέσα σε ένα FDDI ή DQDB MAC frame πριν το προωθήσει στο backbone. Έπειτα πριν το προωθήσει στο προοριζόμενο LAN υποδίκτυο , το MAC frame πρέπει να αποσυμπιεστεί και να αναμεταδοθεί στην σωστή μορφή.

Για να μπορεί να ενσωματωθεί ένα LAN frame σε ένα FDDI MAC frame, θα πρέπει να προστεθούν 27 bytes. Για DQDB, τουλάχιστον 28bytes προστίθενται για να σχηματίσουν ένα αρχικό MAC Protocol Data Unit(IMPDU). Στο FDDI, τα MAC frames μεταδίδονται στο μέσο χωρίς τμηματοποίηση. Στην περίπτωση του DQDB, κάθε IMPDU διαιρείται σε μονάδες των 44byte. Τα πεδία ελέγχου και αναγνώρισης μηνύματος προστίθενται σε κάθε segment πριν από την μετάδοση σε ένα 53-byte DQDB slot. Αυτά χρησιμοποιούνται από τους σταθμούς προορισμού για την αναπαραγωγή των segments στο αρχικό IMPDU. Για να αποφύγουμε την χρήση και των δυο διαύλων , η γέφυρα πηγής πρέπει να ξέρει ποιο από τους δυο διαύλους πρέπει να χρησιμοποιήσει για μετάδοση του κάθε frame. Μια πρόταση που γίνεται από το πρότυπο 802.6 είναι η δημιουργία ενός πίνακα επιλογής διαύλου για κάθε τερματικό σταθμό σε ολόκληρο το bridged δίκτυο. Με αυτή το σχέδιο, όμως, η διατήρηση του πίνακα μπορεί να γίνει ανεπίτρεπτα μεγάλη καθώς το μέγεθος του bridged δικτύου αυξάνεται. Γενικά, για αυτό το λόγο, δεν χρησιμοποιείται και κάθε frame μεταδίδεται και στους δυο διαύλους. Όλες οι γέφυρες έπειτα αναπαράγουν όλα τα segments που έχουν λάβει στην αρχική MAC PDU και , από την αποθηκευμένη forwarding

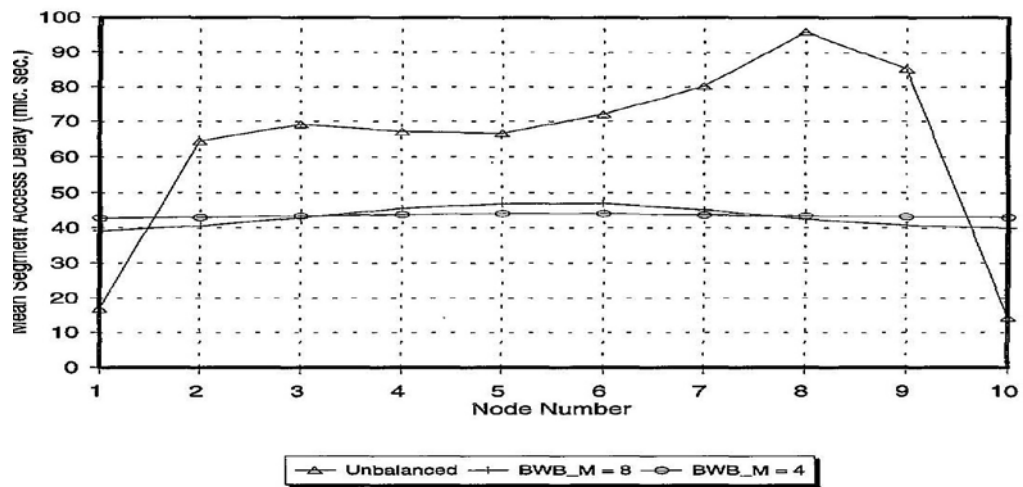
database, μεταφέρουν τα κατάλληλα frames στο αντίστοιχο LAN υποδίκτυο. Όπως συμπεραίνουμε από τα παραπάνω, το DQDB απαιτεί πρόσθετα segmentation/reassembly overheads σε σύγκριση με το FDDI. Επιπλέον, εάν και οι δυο δακτύλιοι στο FDDI χρησιμοποιούνται, αυτό αποφέρει σε μια πιο αποδοτική χρησιμοποίηση του bandwidth. Για να αυξηθεί η απόδοση του DQDB, χρησιμοποιείται μια μέθοδος γνωστή ως destination release. Ένα συγκεκριμένο bit, που ονομάζεται previous slot received (PSR), καθορίζεται στο header του slot που δηλώνει αν το προηγούμενο slot έχει διαβαστεί ή όχι. Κάποιοι συγκεκριμένοι κόμβοι πρόσβασης, που ονομάζονται eraser nodes, σβήνουν όλα τα slots που έχουν διαβαστεί έτσι ώστε να επαναχρησιμοποιηθούν downstream από άλλους χρήστες. Στην πράξη, ωστόσο, λόγω των αντίστοιχων λόγων που προαναφέρθηκαν, οι γέφυρες δεν μπορούν να θέσουν PSR bits. Γι αυτό το λόγο, το συνολικό διαθέσιμο bandwidth του DQDB backbone παραμένει ίσο με τον ρυθμό μετάδοσης ενός μόνο διαύλου.

4. Περιβάλλον προσομοίωσης

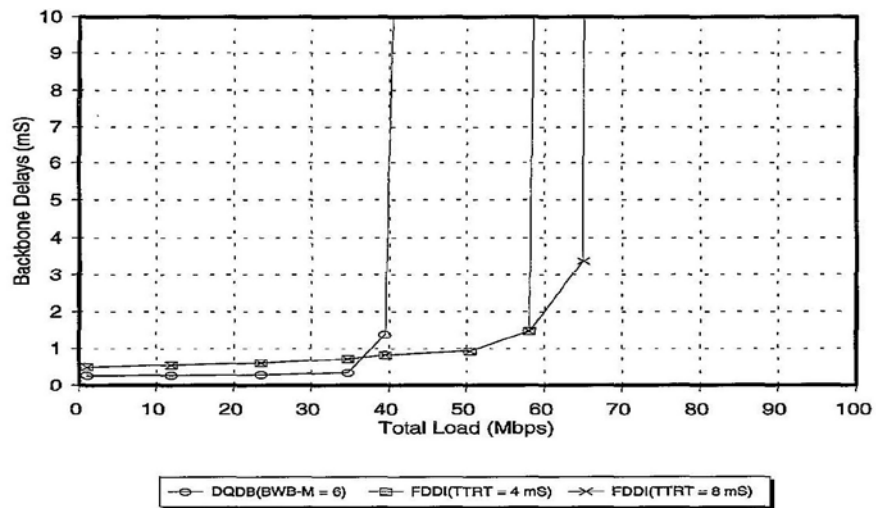
Τα αποτελέσματα που παρουσιάστηκαν στην προηγούμενη ενότητα προέρχονται από την χρήση ενός εμπορικού πακέτου προσομοίωσης – NETWORK II.5[14]. Για λόγους σύγκρισης, τόσο το FDDI όσο και το DQDB δοκιμάστηκαν στις ίδιες συνθήκες.



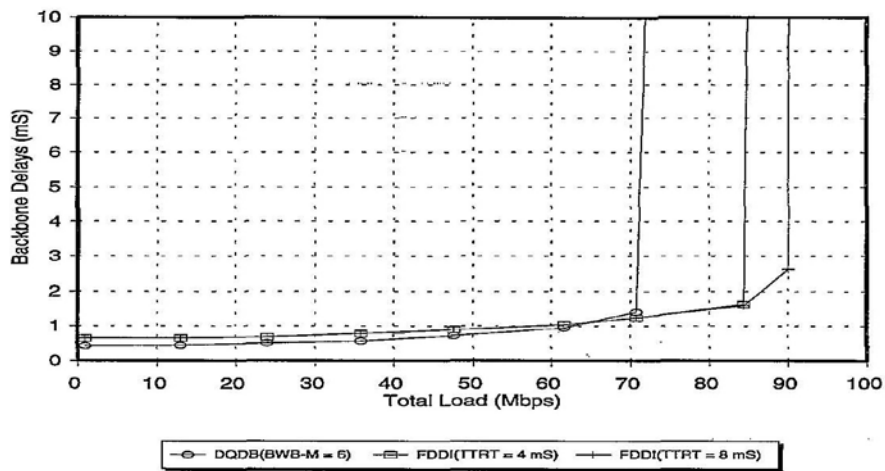
ΣΧΗΜΑ 3: Άνιση συμπεριφορά του DQDB για σταθμούς σε διαφορετική θέση πάνω στο δίαυλο.



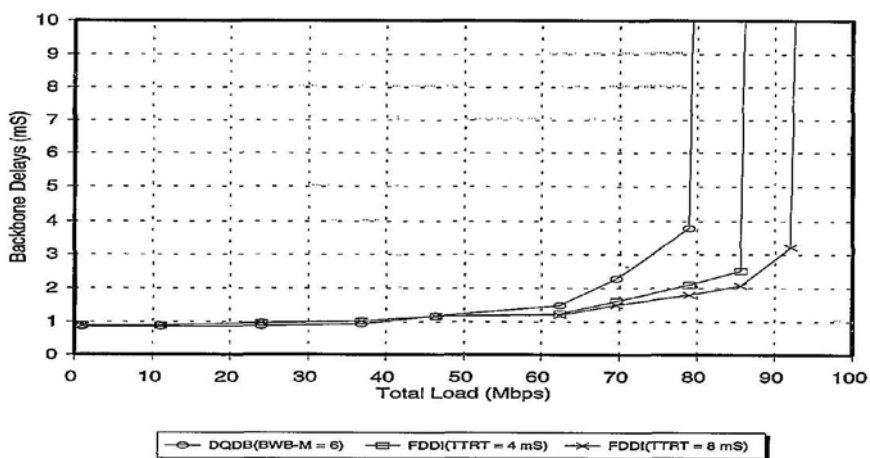
ΣΧΗΜΑ 4: Επίρροή του bandwidth balancing mechanism σε ανισοκατανεμημένο DQDB.



ΣΧΗΜΑ 5: Σύγκριση απόδοσης των DQDB και FDDI υποδικτύων (frame size = 64bytes, network size=100km)



ΣΧΗΜΑ 6: Σύγκριση απόδοσης των DQDB και FDDI υποδικτύων (frame size = 1218bytes, network size=100km)



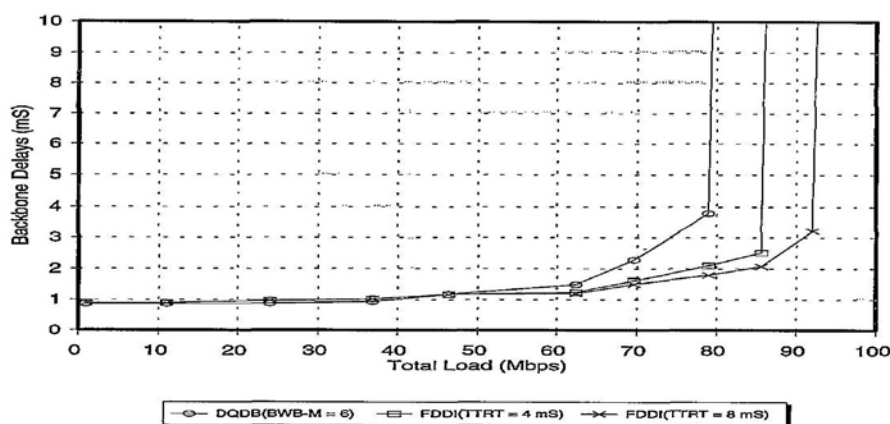
ΣΧΗΜΑ 7: Σύγκριση απόδοσης των DQDB και FDDI υποδικτύων (frame size = 4000bytes, network size=100km)

Και τα δυο έχουν ρυθμό μετάδοσης 100Mbps. Στο DQDB, κάθε frame μεταδίδεται και στους δυο διαύλους και, για να κρατήσουμε το ίδιο bandwidth, ένας μόνο FDDI δακτύλιος χρησιμοποιείται. Το φυσικό μέγεθος ενός backbone ποικίλει από 1km μέχρι 200km. Οι τιμές του TTRT που χρησιμοποιήθηκαν στο FDDI είναι από 4 μέχρι 8 milliseconds. Οι τιμές του bandwidth balancing module (BWB-M) ποικίλουν από 4-8. κάθε backbone περιέχει 10 γέφυρες και κάθε γέφυρα ενώνει δυο όμοια LAN's στο backbone. Η απόδοση του κάθε backbone type was measured για τρία μήκη frame: 64bytes και 1218bytes(για να παρουσιάσει CSMA/CD frames) και 4000bytes (για να παρουσιάσει το token ring). Η προσέλευση των frames στις γέφυρες για κάθε ένα από τα LAN's ισοκατανέμεται και το συνολικό traffic backbones μεταδίδεται ανάμεσα στις γέφυρες. Ο μέσος χρόνος απάντησης ενός backbone ορίζεται σαν την καθυστέρηση μεταξύ της λήψης ενός frame στην αρχική γέφυρα και στην αντίστοιχη γέφυρα προορισμού λαμβάνοντας όλο το frame. Για την σύγκριση των δυο backbone υποδικτύων τα overheads θεωρούνται μηδαμινά. Τα αποτελέσματα προσομοίωσης που παρουσιάζονται είναι έπειτα από περίπτωση σταθερής κατάστασης του δικτύου.

5. Αποτελέσματα προσομοίωσης

Όπως προαναφέραμε, ένα χαρακτηριστικό του υποδικτύου DQDB είναι ότι κάτω από συνθήκες βαρύ φορτίου, η καθυστέρηση πρόσβασης των σταθμών ποικίλει ανάλογα με την θέση τους στο δίαυλο. Αυτό φαίνεται στο Σχήμα 3. οι αριθμοί των σταθμών υποδεικνύουν την σχετική θέση τους στο δίαυλο. Ο σταθμός 1 είναι κοντά στην κεφαλή του διαύλου A και ο σταθμός 10 είναι κοντά στην κεφαλή του διαύλου B. Για να προσομοιώσουμε περιπτώσεις βαρύ φορτίου, όλοι οι σταθμοί έχουν ένα segment έτοιμο για μετάδοση στο δίαυλο A. Όπως βλέπουμε από τις γραφικές παραστάσεις οι σταθμοί στην μέση υπόκεινται σε μεγαλύτερη καθυστέρηση πρόσβασης . επίσης ο βαθμός ανισοκατανομής(extent of unfairness) μεγαλώνει καθώς μεγαλώνει το μέγεθος του δικτύου.

Οι σταθμοί που βρίσκονται στην κεφαλή του διαύλου έχουν πάντα καλύτερη απόδοση. Τέτοια ανισοκατανομή είναι ανεπιθύμητη για backbone δίκτυα και για αυτό το λόγο αυτό παρουσιάστηκε ο μηχανισμός BWB.



ΣΧΗΜΑ 8: Μέγιστο throughput DQDB και FDDI υποδικτύων διάφορα μεγέθη frame και δικτύων.

Για να υλοποιηθεί ο μηχανισμός BWB, κάθε σταθμός ένα BWB μετρητή ο οποίος αυξάνεται μετά από κάθε μετάδοση. Επιπλέον, όποτε ο μετρητής BWB φτάνει σε ένα όριο γνωστό ως BWB-modulus, M , ο RQ μετρητής αυξάνεται κατά 1 αναγκάζοντας το σταθμό να αφήσει ένα ελεύθερο slot να περάσει. Η επίδραση χρησιμοποίησης ενός $BWB-M = 4$ και 8 για δίκτυο 200km φαίνεται στο σχήμα 4. Το δίκτυο εξακολουθεί να δείχνει ένα επίπεδο ανισοκατανομής με $BWB-M = 8$ και πλήρως fair με $BWB-M = 4$. Για άλλα αποτελέσματα προσομοίωσης φαίνεται ότι για $BWB-M = 6$ για 100km και 8 για μικρότερα μεγέθη δικτύων είναι κατάλληλο.

6. Συμπεράσματα

Η μελέτη αυτή παρουσίασε αποτελέσματα προσομοίωσης που σχετίζονται με την χρήση των δικτύων FDDI και DQDB για την διασύνδεση σε LANs. Και τα δυο δίκτυα χρησιμοποιήθηκαν ως backbone υποδίκτυα και ερευνήθηκε η επίδραση στην απόδοσή τους από διάφορους λειτουργικούς παραμέτρους που χρησιμοποιήσαμε.

Στην περίπτωση του DQDB, προσδιορίστηκε η άνιση καθυστέρηση πρόσβασης των σταθμών σε σχέση με την θέση τους πάνω στο δίαυλο και αποδείχθηκε η επίδραση της χρήσης του bandwidth balancing mechanism.

Μπορούμε να συμπεράνουμε από τις γραφικές παραστάσεις του throughput delay ότι και τα δυο δίκτυα δίνουν low access delay μέχρι τα throughput όρια. Ωστόσο το FDDI backbone δίνει ανώτερο μέγιστο throughput για όλα τα μεγέθη των frames με την προϋπόθεση ότι το μέγεθος του δικτύου είναι λιγότερο από 140km. Αυτό συγκεκριμένα είναι η περίπτωση με το μικρότερο μήκος frame λόγω του μεγάλου segmentation των overheads με DQDB. Για αποστάσεις μεγαλύτερες από 140km, το DQDB δίνει καλύτερο throughput για μεγαλύτερα μήκη των frames το οποίο βρίσκει εφαρμογή κυρίως σε MAN.

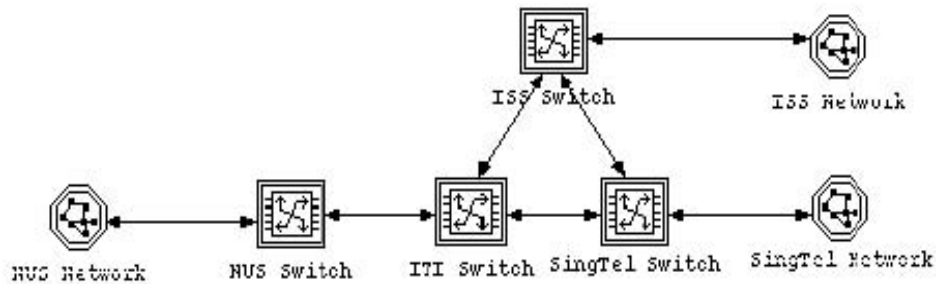
11.2 Μοντελοποίηση σε Video-on-Demand υπηρεσία πάνω σε διασύνδεση δικτύων LAN και ATM.

Τα δίκτυα υψηλών ταχυτήτων που χρησιμοποιούν τεχνολογία ATM γίνονται όλο και πιο απαραίτητα σαν αποτέλεσμα της αύξησης της κίνησης του φορτίου και της μεταφοράς multimedia σε δίκτυα υπολογιστών. Επίσης, υπάρχει μια μεγάλη βάση από συσκευές που συνδέονται σε LAN χρησιμοποιώντας τεχνολογία Ethernet και FDDI. Είναι σημαντικό για δίκτυα ATM και LAN να αλληλολειτουργούν. Η εργασία αυτή δίνει μια ανάλυση στα θέματα της απόδοσης της διασύνδεσης LAN και ATM δικτύων κάτω από συνθήκες χαμηλού και υψηλού φορτίου, χρησιμοποιώντας δυο διαφορετικά σενάρια. Πιο συγκεκριμένα, γίνεται προσομοίωση μιας Video-on-Demand (VOD) κίνησης πάνω στο δίκτυο και δίνεται προσοχή στην ανάλυση της end-to-end καθυστέρησης σε κάθε τμήμα ολόκληρου δικτύου. Φαίνεται ότι ένα αυστηρό bottleneck δημιουργείται πάνω από το Ethernet τμήμα, αφού η συμφόρηση πάνω στο Ethernet bus ανέρχεται καθώς τα πακέτα κατευθύνονται στο Ethernet δίκτυο. Αντίθετα, η τεχνολογία ATM δίνει μια ικανοποιητική υψηλή ταχύτητα δεδομένων στο δίκτυο.

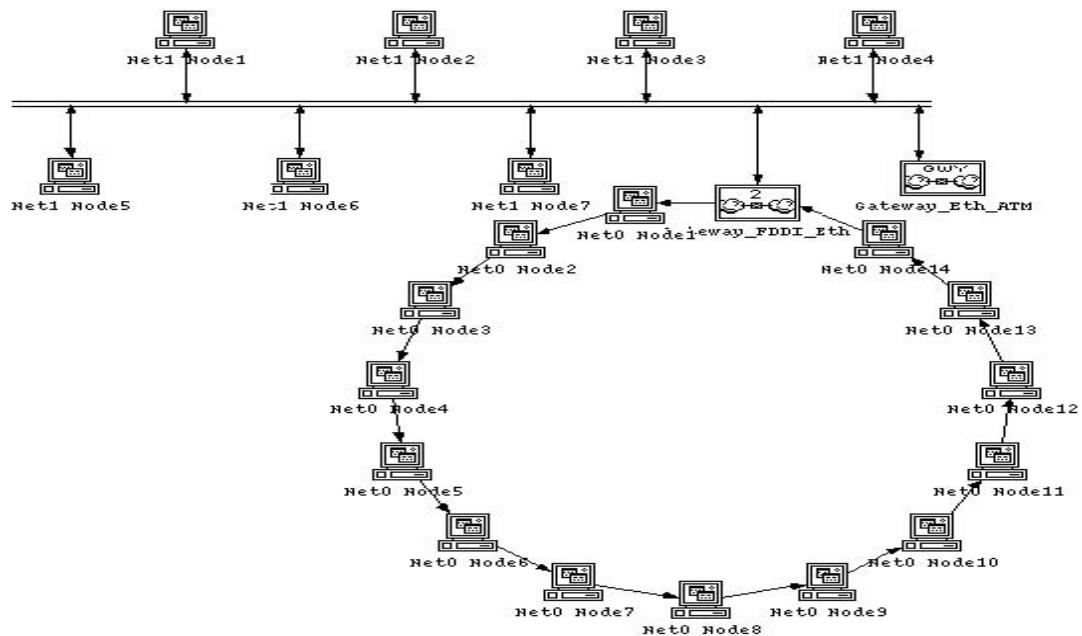
1.Εισαγωγή

Δυο σενάρια δικτύων χρησιμοποιήθηκαν για την ανάλυση που φαίνεται στο Σχήμα 1. Στο πρώτο σενάριο(Σχήμα 1a), η προσομοίωση video traffic, στην μορφή packet streams, δημιουργείται από ένα VOD server που είναι τοποθετημένος πάνω σε ένα FDDI ring στο NUS υποδίκτυο όπως φαίνεται στο Σχήμα 1(b). Τα πακέτα κινούνται γύρω από το ring πριν κατευθυνθούν σε ένα Ethernet LAN. Μια πύλη Ethernet-ATM που βρίσκεται πάνω στο LAN θα δεχτεί τα πακέτα και θα κάνει την μετατροπή σε ATM cells, πριν σταλούν στο πρώτο ATM switch. Μια σύνδεση ATM έχει ιδρυθεί διαδοχικά. Όταν τα πακέτα φτάσουν στον προορισμό VOD packet streams αναδημιουργούνται από έναν άλλο router και διαδοχικά διοχετεύονται στο VOD client στο προορισμένο LAN Ethernet που φαίνεται στο Σχήμα 1(c). Στο δεύτερο

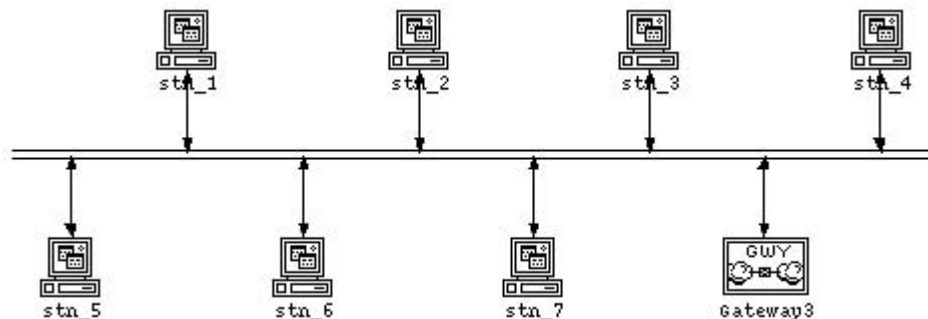
σενάριο, έχουμε μια σχεδόν αντίστοιχη υλοποίηση όπως και στο πρώτο σενάριο, μόνο που το NUS υποδίκτυο βρίσκεται σε ένα group από ATM servers, (Σχήμα 1d) που το καθένα παράγει πακέτα για τα απομακρυσμένα Ethernet υποδίκτυα.



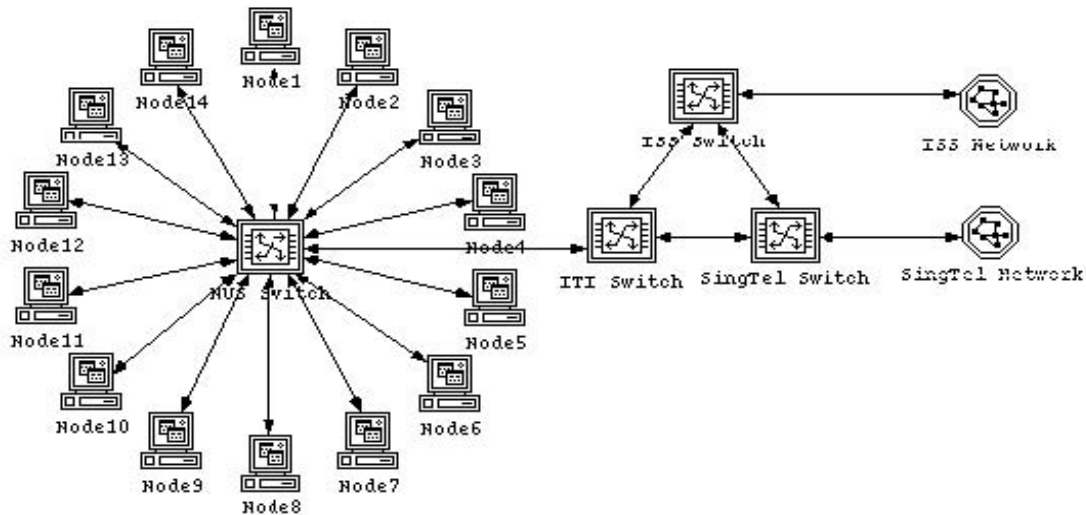
ΣΧΗΜΑ 1a : ATM δίκτυο(Σενάριο 1^ο)



ΣΧΗΜΑ 1(b) : NUS υποδίκτυο (source)



ΣΧΗΜΑ 1(c) : SingTel και ISS υποδίκτυα (destination)



ΣΧΗΜΑ 1(d) : ATM δίκτυο(Σενάριο 2^ο)

ΣΧΗΜΑ 1: The two network scenario used for simulation.

2. Software Tools

Για την μελέτη χρησιμοποιούμε δυο πακέτα software που διατίθενται εμπορικά. Ένα από τα εργαλεία που χρησιμοποιούμε είναι ένα comprehensive engineering system ικανό για προσομοίωση μεγάλων δικτύων επικοινωνίας με λεπτομερή μοντέλα πρωτοκόλλων ανάλυση απόδοσης που ονομάζεται Optimized Network Engineering Tools(OPNET). Η ιεραρχική δομή μοντελοποίησης επιτρέπει την λύση πολύπλοκων προβλημάτων των δικτύων από καταναεμημένο αλγόριθμο ανάπτυξης.

Το άλλο εργαλείο που χρησιμοποιείται για collection VOD χαρακτηριστικών κίνησης επιτεύχθηκε με το Foreview ATM Network Management system[2] το οποίο περιλαμβάνει την χρήση γραφικών και σύνδεσης utilities που επιτρέπει την εύρεση της χρήσης του δικτύου. Κάποια επεξεργασία των δεδομένων τα οποία έχουμε συλλέξει δείχνει ότι το μοτίβο της κίνησης είχε μέση απόδοση 3000 packets/second και διαφορά 5850 packets²/second².

3. Μοντέλα προσομοίωσης

Λόγω ότι τα μοντέλα δικτύων προτείνονται για το σκοπό της προσομοίωσης και εκτίμησης της απόδοσης, μέρη του πρωτοκόλλου απλουστεύτηκαν ή παραβλέφθηκαν. Είναι σημαντικό να καταλάβουμε ποιοι μηχανισμοί χρησιμοποιήθηκαν, έτσι ώστε να έχουμε μια σχετική ιδέα του επιπέδου ακρίβειας. Θα συζητήσουμε το αντικείμενο και τους περιορισμούς του μοντέλου υλοποίησης των ATM, Ethernet και των FDDI τμημάτων του δικτύου.

Σκοπός και περιορισμοί υλοποίησης για το ATM

Το επίπεδο μοντέλου ATM υποστηρίζει πολλές δυνατότητες που βρίσκονται στα δίκτυα ATM. Dynamic call setup και teardown signaling διαδικασίες, παρέχονται στην περιγραφή που βασίζονται οι Virtual Path Connections(VPCs). Ο έλεγχος κίνησης, που περιλαμβάνει Call Admission Control(CAC) και Usage Parameter Control(UPC), αποτρέπει το όποιο call που δεν υποστηρίζει απαιτήσεις κίνησης απ' το να αποκατασταθεί σύνδεση από την υποβάθμιση του service του δικτύου κάτω από τις καθορισμένες προδιαγραφές Quality of Service(QoS). Επίσης παρέχεται μια κατανεμημένη δυναμική δυνατότητα για routing.

Το επίπεδο ATM υποστηρίζει μεταγωγές εικονικών κυκλωμάτων(VP) και εικονικών καναλιών(VC). Η καθυστέρηση μοντελοποιείται για την διαδικασία μεταγωγής. Το μοντέλο αυτό επίσης υποθέτει πως οι μεταγωγείς VP και VC είναι επαρκώς γρήγοροι να υποστηρίξουν το μέγιστο ρυθμό των εισερχόμενων cells, επομένως το port εισόδου του buffering δεν μοντελοποιείται. Ωστόσο, το port εξόδου μοντελοποιείται εφόσον είναι δυνατόν να switch cells σε ένα port εξόδου πιο γρήγορα απ' ότι το port μπορεί να μεταδώσει. Το buffer είναι διαθέσιμο για cells κάθε κλάσεως QoS, για κάθε port εξόδου που το μέγεθός του (σε cells) είναι ιδιαίτερα καθορισμένο για κάθε switch στο δίκτυό μας. Η σχετική προτεραιότητα του κάθε buffer μπορεί επίσης να καθοριστεί.

Το μοντέλο επιπέδου ATM υποστηρίζει κατανεμημένο, δυναμικό routing. Κάθε ATM κόμβος “μαθαίνει” από τους άλλους συνδεδεμένους κόμβους και δρομολογείται σε αυτούς με κατανεμημένο τρόπο, και με το χρόνο κάθε κόμβος κάνει update τα routing tables για να αποθηκεύσει τις αλλαγές στο δίκτυο. Κάθε κόμβος επιχειρεί να δρομολογήσει ένα call στον κόμβο προορισμού κάθε φορά. Το κόστος της δρομολόγησης είναι το σύνολο του κόστους ενός hop. Το κόστος υπολογισμού βασίζεται στο συνολικό ελεύθερο bandwidth σε όλο το link.

Σκοπός και περιορισμοί υλοποίησης για το Ethernet

Το Ethernet είναι μια τεχνολογία δικτύου βασιζόμενη σε δίαυλο που είναι αρκετά διαδεδομένη. Η λειτουργία του τοπικού δικτύου γίνεται με το πρωτόκολλο πρόσβασης στο μέσο(MAC) που έχει τυποποιηθεί ως IEEE 802.3. Ο ρόλος του πρωτοκόλλου MAC είναι να παρέχει αποδοτικότητα και ίση κατανομή του καναλιού επικοινωνίας και είναι ο δίαυλος που συνδέει τους σταθμούς σε ένα LAN.

Το FDDI γενικά παρέχει σκοπό δικτύωσης στα 100Mbps ρυθμό μετάδοσης για μεγάλο αριθμό σταθμών επικοινωνίας σχηματισμένοι σε τοπολογία δακτυλίου. Η χρήση του bandwidth του δακτυλίου ελέγχεται από το time token rotation πρωτόκολλο, όπου οι σταθμοί πρέπει να λάβουν το token και συναντάνε μια σειρά από χρονικά και προτεραιότητας κριτήρια πριν γίνει η μετάδοση των frames.

Το μοντέλο MAC Ethernet παρέχει τους μηχανισμούς ανίχνευσης φέροντος, ανίχνευση σύγκρουσης και μετάδοσης καθορισμένα από το IEEE 802.3 πρότυπο.

Σκοπός και Περιορισμοί Υλοποίησης

Τα μοντέλα μας αντικρίζουν δυο βασικούς περιορισμούς:

Πρώτον, το ring initialization και οι διαδικασίες αποκατάστασης, δεν είναι implicit μοντελοποιημένες. Η χρησιμότητα του είναι στο να εξασφαλίζει μετρήσεις απόδοσης σταθερής κατάστασης.

Δεύτερον, το μοντέλο μας δεν κάνει προσπάθειες υλοποίησης των μηχανισμών που σχετίζονται με την ανίχνευση των κατεστραμμένων frames, ή το να αναφέρουν τα λάθη στην οντότητα διαχείρισης σταθμών (SMT). Η διασύνδεση μεταξύ του πρωτοκόλλου πρόσβασης στο μέσω(MAC) και SMT δεν είναι , στην πραγματικότητα, ενσωματωμένη στην υλοποίηση του MAC.

Τα πρώτα δεδομένα που μεταφέρουν χαρακτηριστικά του FDDI έχουν μοντελοποιηθεί ρητά, συμπεριλαμβάνοντας σύγχρονη και ασύγχρονη μετάδοση, προσδιορισμένα επίπεδα προτεραιότητας για ασύγχρονα frames, και περιορισμένα (restrictive) tokens. Οι επιδράσεις του σταθμού latency και propagation delay είναι επίσης ενσωματωμένα στο μοντέλο.

4. Πειράματα

Τα δυο σενάρια που περιγράφηκαν στην Ενότητα 1 αναλύονται σ' αυτήν την εργασία και καθένα από τα σενάρια με προσομοιώσεις αναπτύσσονται κάτω από καταστάσεις χαμηλού και υψηλού φορτίου. Για καταστάσεις χαμηλού φορτίου, έχουμε δυο video servers σε σύγκριση με 14 servers κάτω από υψηλό φορτίο. Τα πρότυπα παραγωγής traffic είναι τα ίδια για όλα τα video servers. Ο πίνακας 4.1 παρουσιάζει μερικούς παραμέτρους που χρησιμοποιήθηκαν και στις δυο προσομοιώσεις.

ΠΙΝΑΚΑΣ 4.1: Παράμετροι που χρησιμοποιήθηκαν και στα δυο sets

Προσομοίωσης

Source	Packet size Call waiting time Call duration Mean packet generation rate Variance packet generation rate	2048 bits 0.0 sec 4,500 sec 3000 pkts/sec 5850 pkts ² /sec ²
IP layer	IP processing rate	5000 pkts/sec
FDDI	Channel rate	100Mbps
Ethernet	Channel rate	10Mbps
ATM	Channel rate VP-VC delay VP switching delay Switch fabric delay Priority scheme Class B traffic switch buffersize Routing update frequency AAL type Traffic QoS class	155Mbps 1·10 ⁻¹⁰ sec 1·10 ⁻¹¹ sec 0.0 sec A 400 cells Every 15 sec 5 B
IP-AAL	Maximum data rate Inactivity time-out	1.55Mbps 120s

5. Αποτελέσματα

Θα δούμε μερικά αποτελέσματα προσομοίωσης από όπου βγάλαμε και τα συμπεράσματά μας.

5.1. Σενάριο Πρώτο

Για λόγους ευκολίας στην σύγκριση, τα αποτελέσματα για υψηλό και χαμηλό φορτίο αναφέρονται σαν χαρακτηριστικά (a) και (b).

5.1.1. End to End Καθυστέρηση

Θα αναφερθούμε μόνο στην σταθερή κατάσταση καθυστέρησης end-to-end που παρουσιάζεται γενικά στα πακέτα για ATM, Ethernet, και τα FDDI τμήματα στο μοντέλο του δικτύου.

Από τα σχήματα 5.1 και 5.2 , θα δούμε ότι η καθυστέρηση σε ATM end-to-end και η καθυστέρηση σε FDDI end-to-end πρότυπα , είναι όμοια σε καταστάσεις χαμηλού ή υψηλού φορτίου. Ο βαθμός magnitude της καθυστέρησης υπόκειται σε περίπου 20μs. Η καθυστέρηση του Ethernet end-to-end, από την άλλη μεριά , είναι στα 250μs κάτω από χαμηλό φορτίο, και μονοτονικά αυξανόμενη κάτω από υψηλό φορτίο. Τα αποτελέσματα αυτά δείχνουν ότι το Ethernet συμβάλει περισσότερο στην συνολική καθυστέρηση end-to-end των πακέτων. Η μονοτονικά αυξανόμενη καθυστέρηση κάτω από υψηλό φορτίο είναι λόγω ότι το χαμηλό bandwidth 10Mbps Ethernet είναι ανίκανο να υποστηρίξει την ζήτηση του μεγάλου bandwidth όταν και οι 14 video servers λειτουργούν παράλληλα, με καθέναν να παράγει 12Mbps of traffic.

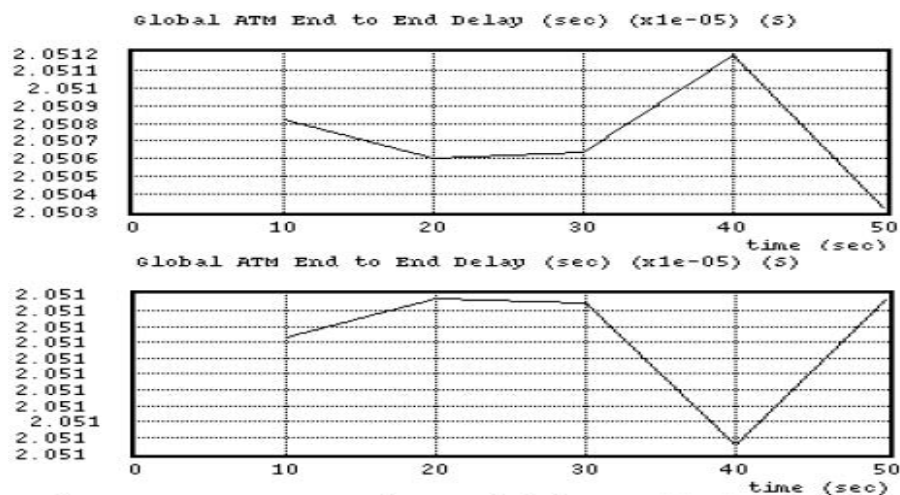


Figure 5.1 ATM end-to-end delay under (a) low load and (b) high load

ΣΧΗΜΑ 5.1: ATM end-to-end delay

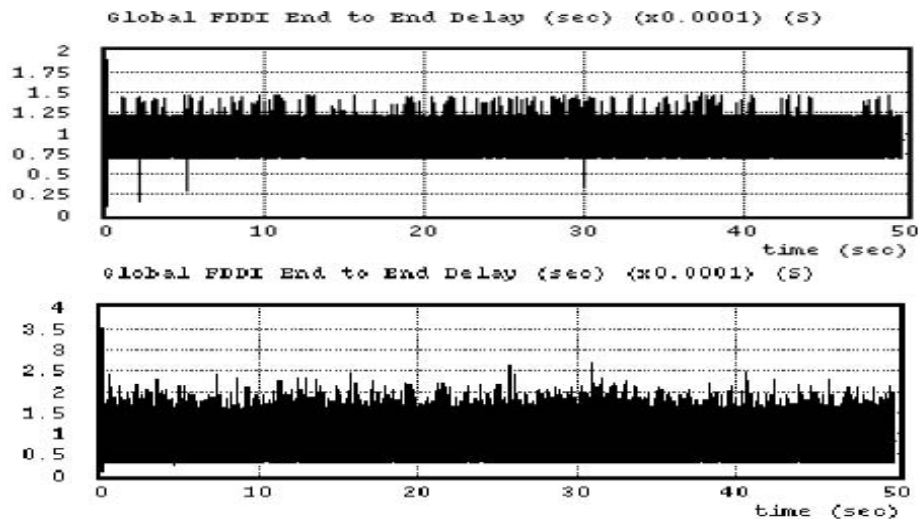
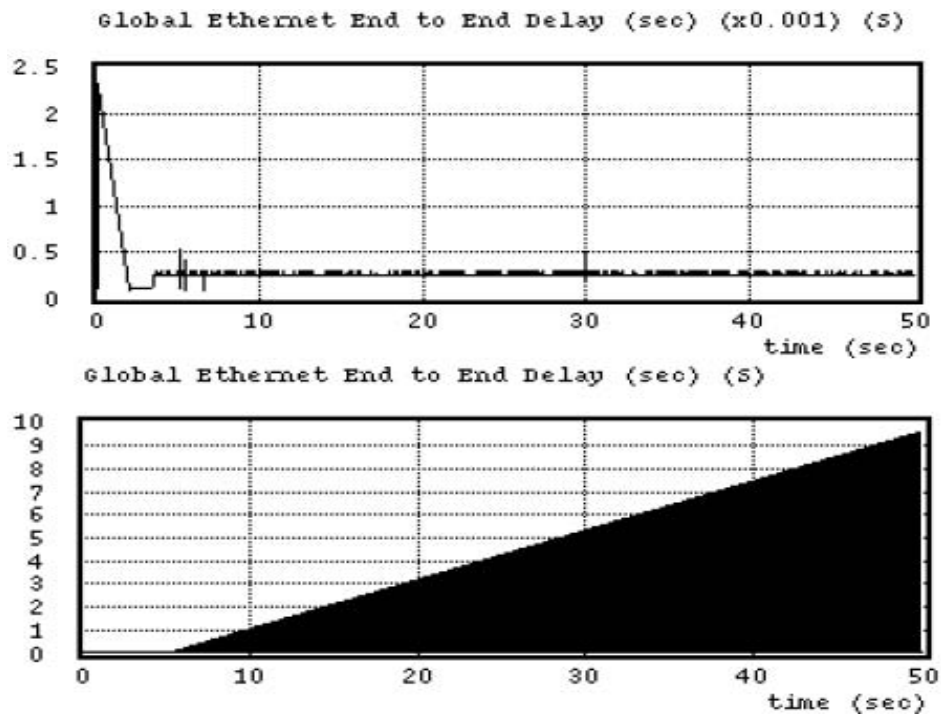


Figure 5.2 FDDI end-to-end delay under (a) low load and (b) high load.

ΣΧΗΜΑ 5.2: FDDI end-to-end delay



ΣΧΗΜΑ 5.3: Ethernet end-to-end delay under (a) low load and (b) high load.

Πέρα από τα παραπάνω, συγκρίνοντας τα σχήματα 5.3 και 5.4, παρατηρούμε ένα ενδιαφέρον γεγονός. Το σύνολο των Ethernet end-to-end καθυστερήσεων συμβάλλει όταν τα πακέτα αποστέλλονται από το FDDI-Ethernet router μέσω του Ethernet διαύλου στο υποδίκτυο μοντέλου NUS. Αυτό είναι ιδιαίτερα εμφανή σε καταστάσεις υψηλού φορτίου. Ο λόγος γι' αυτό είναι ότι η συμφόρηση επιδρά στον δίαυλο κατά την διάρκεια υψηλού φορτίου.

Μια απόδειξη της συμφόρησης είναι ότι κάτω από χαμηλό φορτίο, το μέγεθος των Ethernet queues σε ένα FDDI-Ethernet router είναι σταθερό στα περίπου 2500 bits, όπου κάτω από συνθήκες υψηλού φορτίου, το μέγεθος της ουράς αυξάνεται μονοτονικά με το χρόνο και με τάξη 1×10^8 bits (Βλέπε Σχήμα 5.5)

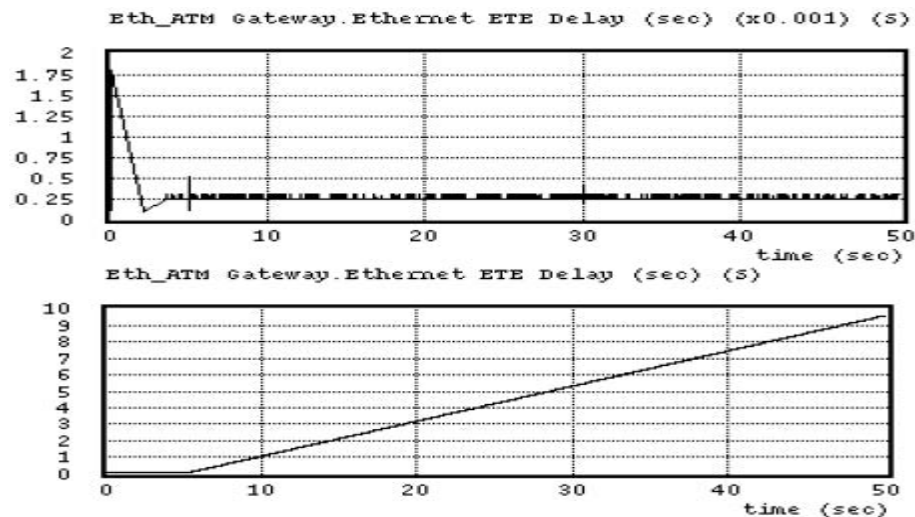


Figure 5.4 Localised Ethernet end-to-end delay (to reach Ethernet-ATM router) under (a) low load and (b) high load

ΣΧΗΜΑ 5.4: Localized Ethernet end-to-end delay.

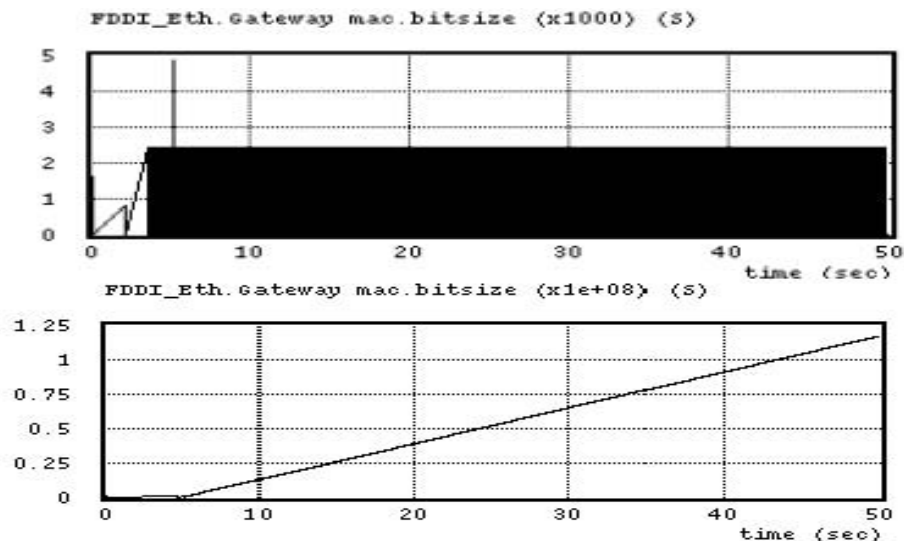
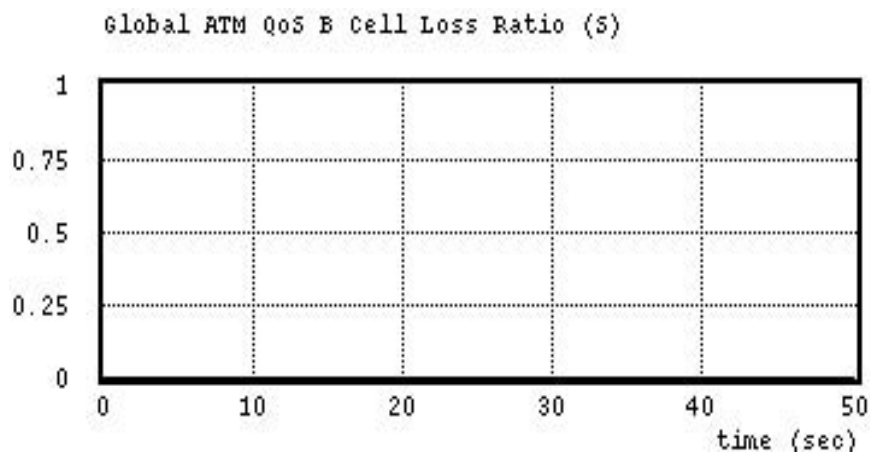


Figure 5.5 Ethernet queue bitsize at FDDI-Ethernet router under (a) low load and (b) high load.

ΣΧΗΜΑ 5.5: Ethernet queue bitsize at FDDI-Ethernet router under (a) low load and (b) high load.

5.1.2. Cell Loss Ratio σε ATM δίκτυα

Το cell loss ratio που παρουσιάζεται στο μοντέλο δικτύου ATM είναι πάντα μηδέν είτε πρόκειται για καταστάσεις υψηλού είτε για χαμηλού φορτίου. Αυτό δείχνει ότι το ATM δίκτυο είναι αποδοτικό ακόμα και κάτω από high traffic loading. Πράγματι, το ATM δίκτυο είναι πολύ ελαφρά φορτωμένο ακόμα και στην μοντελοποιημένη κατάσταση υψηλού φόρτου. Ωστόσο, παρατηρούμε επίσης ότι το bottleneck στο Ethernet bus το ATM δίκτυο ενδεχομένως να μείωσε το traffic που μεταφέρθηκε από το ATM δίκτυο.



ΣΧΗΜΑ 5.6: Cell loss ratio κάτω από χαμηλό φορτίο(a) και(b) υψηλό φορτίο.

5.2 Σενάριο Δεύτερο

Θα δούμε τώρα τα αποτελέσματα προσομοίωσης του δεύτερου σεναρίου προσομοίωσης όπου παρουσιάζει έναν server βασισμένο σε ATM όπου παράγει πακέτα σε ένα Ethernet-based client μέσω του ATM testbed. Όπως το πρώτο σενάριο, έχουμε καταστάσεις χαμηλού και υψηλού φόρτου όπου δημιουργούνται παρόμοιες καταστάσεις κίνησης όπως προηγουμένως. Θα περιγράψουμε τα διαγράμματα που δημιουργούνται από προσομοιώσεις υψηλού φόρτου και χαμηλού φόρτου με suffix (a) και (b) αντίστοιχα.

5.2.1 End to End Καθυστέρηση

Όπως και στο προηγούμενο σενάριο, θα δούμε την γενική σταθερή κατάσταση καθυστέρησης σε ATM και Ethernet end-to-end που παρουσιάζεται από τα πακέτα καθώς περνάνε από το ένα δίκτυο στο άλλο. Το Σχήμα 5.7 δείχνει την end-to-end καθυστέρηση καθώς παρουσιάζεται από τα τμήματα του ATM στο δίκτυό μας.

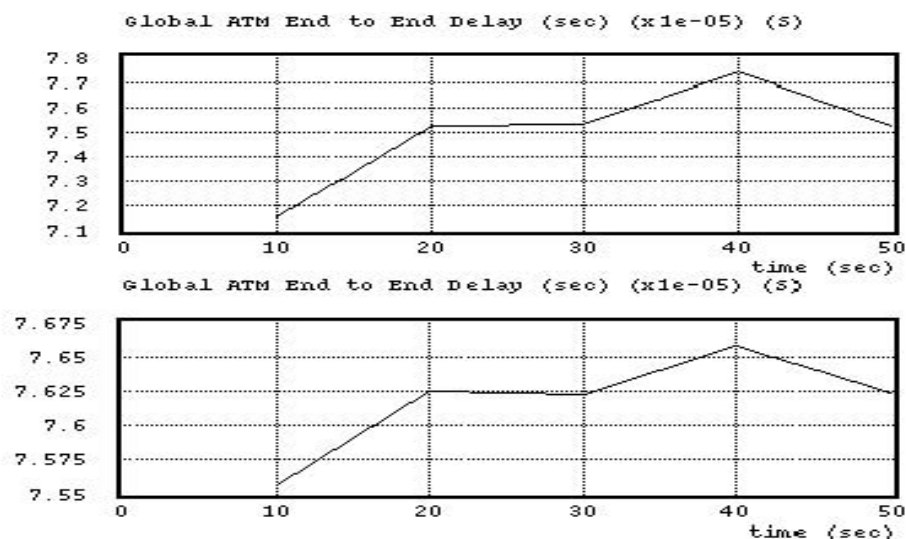


Figure 5.7 ATM end-to-end delay under (a) low load and (b) high load

ΣΧΗΜΑ 5.7: ATM end-to-end κάτω από χαμηλό φορτίο (a) και (b) υψηλό φορτίο.

Παρατηρούμε από τα παραπάνω δυο σχεδιαγράμματα πως η ATM end-to-end καθυστέρηση παραμένει ίδια (περίπου 75μs) ανεξάρτητα από τις καταστάσεις φόρτου. Αυτό είναι αρχικά σωστό καθώς και οι δυο καταστάσεις φόρτου δεν προκαλούν συμφόρηση στα δικά μας ATM τμήματα του δικτύου.

Το ATM δίκτυο παραμένει ελαφρώς φορτωμένο καθ' όλη τη διάρκεια της κατάστασης υψηλού φόρτου.

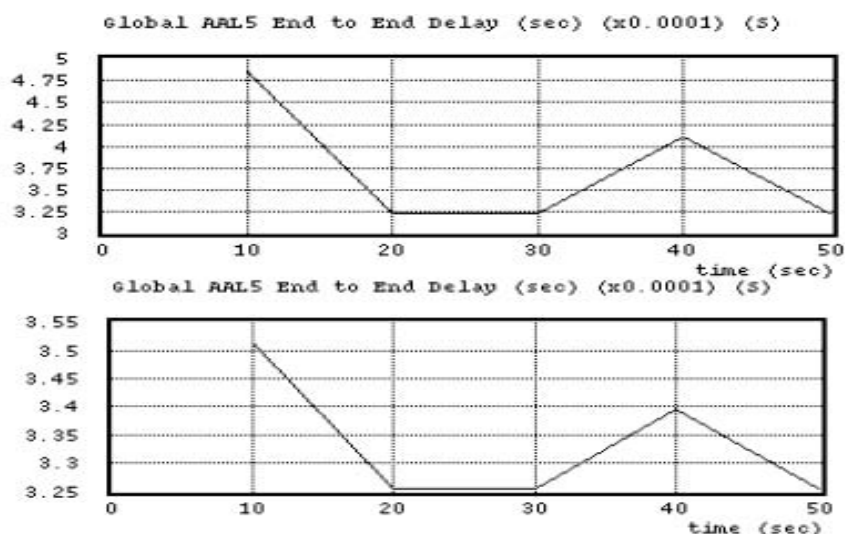


Figure 5.8 AAL5 end-to-end delay under (a) low load and (b) high load

ΣΧΗΜΑ 5.8:AAL5 end-to-end κάτω από χαμηλό φορτίο(a) και(b) υψηλό φορτίο.

Το Σχήμα 5.8 δείχνει το ποσοστό καθυστέρησης ATM end-to-end περιλαμβανομένου και του AAL5 segmentation/reassembly καθυστέρησης. Η καθυστέρηση που παρατηρείται είναι περίπου 330μs κάτω από κάθε κατάσταση φόρτου. Τα αποτελέσματα αυτά είναι λογικά επειδή η καθυστέρηση επεξεργασίας είναι πολύ μικρή σε όλες τις καταστάσεις φόρτου που μελετήσαμε, λόγω της γρήγορης διαδικασίας segmentation/reassembly. Επίσης παρατηρήσαμε ότι και στις δυο προσομοιώσεις υψηλού φόρτου που μελετήσαμε, η καθυστέρηση του AAL5 end-to-end είναι σχεδόν ίδια.

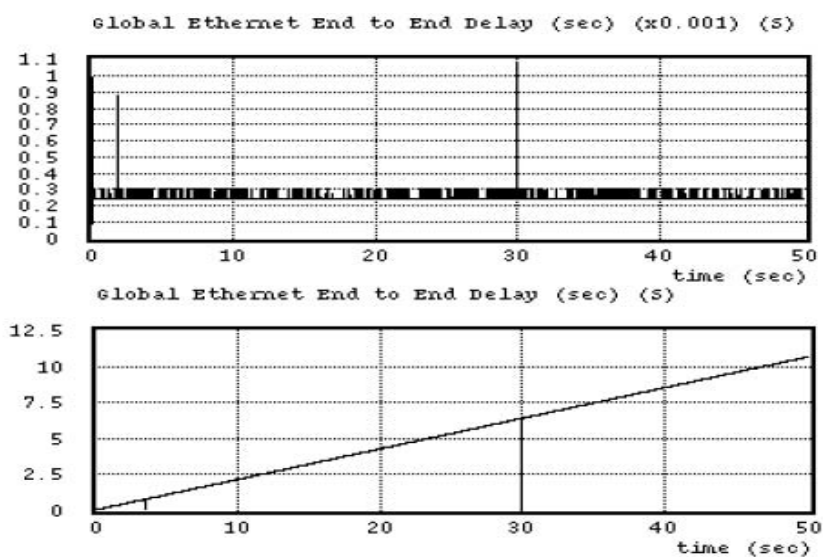
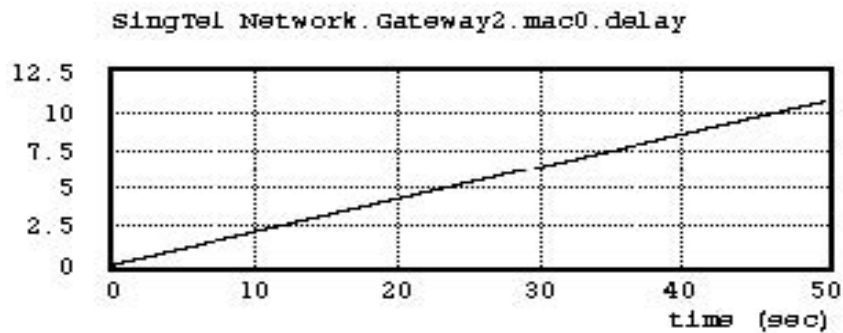


Figure 5.9 Ethernet end-to-end delay under (a) low load and (b) high load

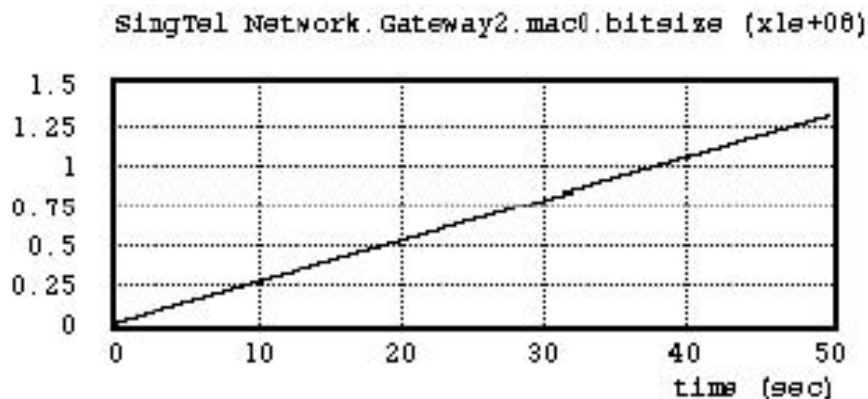
ΣΧΗΜΑ 5.9: Ethernet end-to-end κάτω από χαμηλό φορτίο(a) και(b) υψηλό φορτίο.

Το σχήμα 5.9 δείχνει την καθυστέρηση του Ethernet end-to-end που έχει παρατηρηθεί ανάμεσα σε περιπτώσεις συμφόρησης και μη, που εμφανίζεται όταν το traffic φτάνει το Ethernet-based προορισμό. Όταν δεν υπάρχει συμφόρηση, παρατηρούμε ότι η καθυστέρηση στο Ethernet end-to-end είναι σταθερή περίπου στα 270μs σε σταθερές καταστάσεις. Ωστόσο, κάτω από καταστάσεις συμφόρησης η καθυστέρηση στο Ethernet end-to-end αυξάνεται μονοτονικά με το πέρασμα των λεπτών.

Για να καταλάβουμε καλύτερα την κατάσταση του δικτύου με συμφόρηση, δημιουργούμε περισσότερες προσομοιώσεις σε μοντέλα υψηλού φόρτου με περισσότερα τοπικά probes στο Ethernet δίκτυο.



ΣΧΗΜΑ 5.10: Queueing delay σε ATM-Ethernet router κάτω από χαμηλό φορτίο(a)και(b)υψηλό φορτίο.



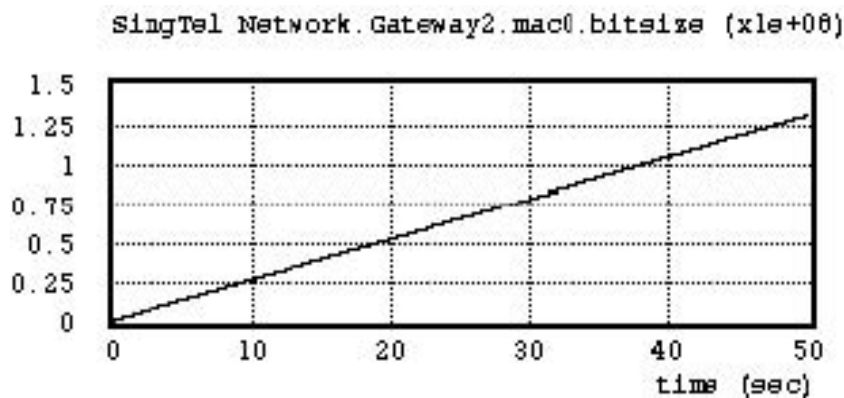
ΣΧΗΜΑ 5.11: Queue length σε ATM-Ethernet router κάτω από υψηλό φορτίο.

Το σχήμα 5.10 δείχνει την καθυστέρηση η οποία παρατηρήθηκε στα πακέτα των ATM-Ethernet router. Η ομοιότητα των σχημάτων 5.9 και 5.10

υποδεικνύει πως η μονοτονική αύξηση end-to-end καθυστέρησης που φαίνεται στο Ethernet κάτω από συνθήκες συμφόρησης εξαρτάται κατά ένα μεγάλο μέρος από την καθυστέρηση του router. Η γραμμική αύξηση του bitsize του ATM-Ethernet router, όπως φαίνεται στο σχήμα 5.11, δείχνει επίσης ότι τα αποτελέσματα συμφόρησης κίνησης λόγω του χαμηλού bandwidth των 10Mbps Ethernet όπου δεν είναι ικανό να χειριστεί το υψηλό traffic volume των 16.8Mbps που δρομολογείται από τα ATM δίκτυα. Το bottleneck link είναι γι αυτό το λόγο ο δίαυλος Ethernet μεταξύ των σταθμών του router και του client.

5.2.2 Cell Loss Ratio σε ATM Δίκτυο

Το cell loss ratio παρουσιάζεται στο δικό μας μοντέλο ATM δικτύου πάντα μηδενικό είτε βρίσκεται κάτω από συνθήκες χαμηλού ή υψηλού φόρτου, όπως φαίνεται και στο Σχήμα 5.12. Η συνθήκη αυτή είναι η πιο επικρατέστερη λόγω ότι το ATM δίκτυο είναι ελαφρώς φορτωμένο στο μοντέλο δικτύου που χρησιμοποιούμε και στις τρεις περιπτώσεις προσομοίωσης.



ΣΧΗΜΑ 5.12: Cell Loss Ratio κάτω από χαμηλό και υψηλό φόρτο.

6. Σχόλια

Στην έρευνά μας υπάρχουν κάποιοι περιορισμοί.

Πρώτον, η έρευνα βασίστηκε σε video server παράγει πακέτα με ίδια πρότυπα video traffic. Η υπόθεση αυτή δεν είναι απαραίτητα και αληθής αφού διαφορετικής ποιότητας συχνότητες video θα δημιουργήσουν traffic loads που δεν θα είναι ίδια.

Δεύτερον, στο μοντέλο δικτύου χρησιμοποιήσαμε τοπολογία όπου ένας μόνο server θα μεταδώσει πακέτα σε ένα μόνο προορισμό. Αυτό δεν είναι γενικά αλήθεια, αφού ένα video server σε πραγματικές συνθήκες θα πρέπει να μπορεί να εξυπηρετεί πολλαπλές εφαρμογές χρηστών την ίδια στιγμή.

Τρίτον, έχουμε προσθέσει ορισμένες παραμέτρους κατά την διάρκεια της προσομοίωσης, όπως φαίνονται στον Πίνακα 4.1. Οι παράμετροι αυτοί δεν είναι διεθνείς και μπορεί να ποικίλουν ανάλογα με τον πραγματικό εξοπλισμό που χρησιμοποιούνται σε πραγματικές εφαρμογές VOD. Ωστόσο, τα αποτελέσματά μας θα πρέπει να είναι σωστά σ' ένα μεγάλο βαθμό.

Συμπεράσματα

Στο πρώτο σενάριο, τα ATM και FDDI τμήματα των μοντέλων των δικτύων συμβάλλουν σε end-to-end καθυστερήσεις περίπου 20μs. Στο δεύτερο σενάριο, τα τμήματα ATM των μοντέλων των δικτύων συμβάλλουν σε end-to-end καθυστερήσεις περίπου 75μs. Οι καθυστερήσεις αυτές είναι μικρές σε σχέση με την συμβολή του Ethernet στο ένα ή στο άλλο σενάριο, που παρατηρήθηκε να είναι 250s και 270s αντίστοιχα με χαμηλό φορτίο, και μονοτονικά αυξανόμενη με υψηλό φόρτο ή συμφόρηση.

Το δίκτυο ATM είναι ένα αποτελεσματικό δίκτυο αφού παρατηρήθηκε από τις προσομοιώσεις ότι το cell loss ratio είναι μηδενικό, και η ροή των cells μέσα στο δίκτυο παρατηρήθηκε να έχει μικρές end-to-end καθυστερήσεις.

Στην μελέτη αυτή, συμπεραίνουμε πως το Ethernet μπορεί να αποτελέσει bottleneck στα διασυνδεδεμένα LAN και MAN δίκτυα. Το bottleneck αυτό φαίνεται σε καταστάσεις υψηλού φόρτου λόγω συμφόρησης. Το χαμηλό bandwidth του Ethernet είναι ένας λόγος για το bottleneck σε σχέση με ένα διαφορετικό αποδοτικό μοντέλο δικτύου βασισμένο σε ATM.

ΕΠΙΛΟΓΟΣ

Η απόδοση συνδέεται άμεσα με την εξέλιξη της τεχνολογίας και αλλάζει συνεχώς και διαφοροποιείται σύμφωνα με τις νέες υπηρεσίες και τις απαιτήσεις των χρηστών. Η μελέτη της απόδοσης δεν έχει αρχή και τέλος αλλά αποτελεί μια συνεχή έρευνα που αλλάζει διαρκώς περιεχόμενο και στοχεύει στην βέλτιστη ανάλυση.

Απόδοση λοιπόν είναι η κάθε προσπάθεια των μελετητών να βελτιώσουν τον ρυθμό εξυπηρέτησης των χρηστών και να εξασφαλίσουν την ασφαλή και σίγουρη μεταφορά της πληροφορίας. Αυτό αδιαμφισβήτητα επιτυγχάνεται με την καθημερινή μελέτη των αναλύσεων και την βέλτιστη ανάλυση των παραγόντων και παραμέτρων των πρωτοκόλλων που επηρεάζουν άμεσα στις διάφορες εφαρμογές και στην λειτουργία του δικτύου.

Για να πραγματοποιήσουν όμως αυτό που επιθυμούν, την βέλτιστη δηλαδή απόδοση απαραίτητη προϋπόθεση είναι μια εμπειρισταωμένη μελέτη των αναγκών που επιθυμούν να καλύψουν, των στόχων που τίθενται και φυσικά η επιλογή του καταλληλότερου πρωτοκόλλου .

Μέσα από μια πληθώρα πρωτοκόλλων, οι αρμόδιοι σε κάθε περίπτωση φορείς, σταθμίζοντας όλους τους σχετικούς παράγοντες (υλικοτεχνικός εξοπλισμός, ανάγκες, στόχοι, κόστος, οφέλη κ.α.), μπορούν να επιλέξουν το καταλληλότερο ή ένα συνδυασμό από αυτά προσδοκώντας στο καλύτερο δυνατό αποτέλεσμα.

Αξίζει να επαναλάβουμε ότι οι στόχοι του διαχειριστή πρέπει να είναι συγκεκριμένοι και αποσαφηνισμένοι ευθύς εξ' αρχής. Μόνο έτσι θα μπορέσουμε να αξιολογήσουμε με ακρίβεια αν έχουμε επιτύχει ή όχι το επιθυμητό αποτέλεσμα και να διερευνήσουμε τους λόγους μιας πιθανής αποτυχίας. Η λεπτομερής ανάλυση της συμπεριφοράς των πρωτοκόλλων αφενός, και οι σχεδιαστές που υλοποιούν την σχεδίαση του δικτύου αφετέρου, είναι ένας καλός συνδυασμός για να επιτευχθεί η απόδοση, συγκρίνοντας το αποτέλεσμα με τους επιθυμητούς στόχους και το κόστος με τα οφέλη.

Γλωσσάριο

802.2: Είναι το πρότυπο του IEEE που καθορίζει το υποτμήμα του LLC υποεπίπεδου από το MAC υποεπίπεδο. Τα υποεπίπεδα αυτά είναι μέρη του OSI Data Link layer

802.3: Το πρότυπο IEEE που καθορίζει τις προδιαγραφές για την δικτύωση ενός CSMA/CD ή Ethernet.

802.4: Το πρότυπο IEEE που καθορίζει τις προδιαγραφές για την δικτύωση ενός Token Bus.

802.5: Το πρότυπο IEEE που καθορίζει τις προδιαγραφές για την δικτύωση ενός Token Ring.

A

Address: Ένα πεδίο που δηλώνει την διεύθυνση προορισμού.

Administration system: Το κεντρικό διαχειριστικό τμήμα που συγκεντρώνει και αναλύει τις πληροφορίες από τους διαχειριστές σε ένα σύστημα δικτύου-διαχείρισης, όπως για παράδειγμα ένα SNMP ή ένα CMIP.

Advanced Research Projects Agency (ARPA): Υπεύθυνο για την δημιουργία και την ανάπτυξη του Internet όπως επίσης και για το TCP/IP πρωτόκολλο.

Analog: Μέθοδος μετάδοσης σήματος σε ευρυζωνικά δίκτυα.

ARPANET: Ο πρόγονος του Internet, το ARPANET αποτελεί ακρωνύμιο του Advanced Research Projects Agency Network.

Asynchronous: Η ασύγχρονη επικοινωνία βασίζεται στα bits εκκίνησης και τερματισμού για να καθορίσει τα άκρα της μετάδοσης. Χρονικοί μηχανισμοί δεν χρειάζονται για να διατηρήσουν το συγχρονισμένο clock μεταξύ προέλευσης και προορισμού. Στην ασύγχρονη επικοινωνία μπορεί να γίνει ταυτόχρονη μετάδοση και λήψη δεδομένων.

Asynchronous Transfer Mode (ATM): Τύπος δικτύωσης για σύνδεση υψηλών ταχυτήτων LAN και WAN.

Attenuation: Η φυσική υποβάθμιση του σήματος μετάδοσης λόγω της απόστασης.

B

Bridge: Λειτουργεί στο Επίπεδο Σύνδεσης Δεδομένων και αξιολογεί την MAC διεύθυνση των πακέτων που αποστέλλονται.

Broadcast: Ένα πακέτο που προορίζεται για όλο το δίκτυο.

Bus: Με την φυσική έννοια, είναι μια τοπολογία δικτύου όπου οι υπολογιστές είναι συνδεδεμένοι σε ένα κεντρικό backbone. Με την λογική έννοια, αναφέρεται στην μέθοδο CSMA/CD η οποία στέλνει πακέτα δεδομένων σε όλους τους σταθμούς ταυτόχρονα.

Bus-star: Bus και star τοπολογίες μπορούν να συνδυαστούν σε μορφή star-bus ή bus-star φυσική τοπολογία, με hubs που έχουν connectors για ομοαξονικά καλώδια. Επίσης χρησιμοποιούνται συνεστραμμένα ζεύγη καλωδίων για να αναπτύξουν αυτούς τους τύπους δικτύων. Όταν διαφορετικοί τύποι μέσων μετάδοσης εφαρμόζονται σε ένα δίκτυο, συνήθως καλείται mixed-media δίκτυο.

C

Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection (CSMA/CD): Η μέθοδος ανταγωνισμού που χρησιμοποιείται από τα δίκτυα Ethernet. Οι συσκευές πάνω σε ένα Ethernet δίκτυο πρέπει πρώτα να κάνουν listen στο καλώδιο πριν στείλουν τις δικές τους μεταδόσεις (ανίχνευση φέροντος). Πολλαπλή πρόσβαση σημαίνει ότι κάθε σταθμός στο δίκτυο μπορεί να μεταδώσει οποιαδήποτε στιγμή για όση ώρα το σήμα δεν είναι παρόν. Αν δυο σταθμοί μεταδώσουν την ίδια στιγμή, θα υπάρξει σύγκρουση στις μεταδόσεις τους, επομένως οι σταθμοί πρέπει να έχουν και ανίχνευση σύγκρουσης δυνατότητες.

Circuit: Κύκλωμα στο οποίο μπορεί να διακινηθεί ηλεκτρικό φορτίο

Client: Είναι ένας υπολογιστής που συνδέεται σ' ένα δίκτυο και χρησιμοποιεί διαμοιρασμένους πόρους

Concentrator: Ένας διαφορετικός όρος που χρησιμοποιείται για να περιγράψουμε ένα hub.

Connectionless: Οι χωρίς σύνδεση επικοινωνίες δεν χρειάζονται τις επιβεβαιώσεις. Στο μοντέλο αναφοράς OSI, η απόφαση για χρησιμοποίηση χωρίς σύνδεση επικοινωνία, γίνεται στο επίπεδο μεταφοράς.

Connection-oriented: Οι επικοινωνίες με σύνδεση απαιτούν επιβεβαίωση. Στο μοντέλο αναφοράς OSI, η απόφαση για χρησιμοποίηση με σύνδεση επικοινωνία, γίνεται στο επίπεδο μεταφοράς.

Cyclical redundancy check (CRC): Επιβεβαιώνει ότι τα πακέτα δεν υπέστησαν καταστροφές κατά την μετάδοση και αυτό γίνεται συγκρίνοντας τους CRC υπολογισμούς πριν και μετά την μετάδοση.

D

Data Link layer: Είναι το δεύτερο επίπεδο στο πρωτόκολλο OSI. Το επίπεδο αυτό έχει δυο μέρη: το LLC και το MAC. Το επίπεδο σύνδεσης δεδομένων καθορίζει τους όρους για μετάδοση και λήψη πληροφοριών σε όλο το μέσο του δικτύου. Κωδικοποιεί και πλαισιώνει τα δεδομένα για μετάδοση και παρέχει ανίχνευση λαθών και ελέγχου.

E

Ethernet: Είναι ένα πρότυπο δικτύωσης που καθορίζει τη φυσική διάταξη, τα μήκη, και τους τύπους των μέσων που μπορούν να χρησιμοποιηθούν.

F

Fast Ethernet: The same as 10BaseT, except the transmission rate is 100 Mbps; also known as 100BaseT.

Fiber Distributed Data Interface (FDDI): Περιγράφει τη γενική λεπτομερή περιγραφή για τη χρήση, εγκατάσταση, διαμόρφωση και περιορισμούς μιας δικτύωσης με οπτική ίνα.

Frame header: συμπεριλαμβάνει δεδομένα στο επίπεδο σύνδεσης δεδομένων

Full-duplex: η σύνδεση που επιτρέπει την επικοινωνία σε δυο κατευθύνσεις ταυτόχρονα.

Frame: Είναι ένα τμήμα από δεδομένα. Οι λέξεις "frame" και "data packet" χρησιμοποιούνται εναλλακτικά. Το Packet αναφέρεται συνήθως σε ένα πλήθος bits και το frame αναφέρεται σε μια συγκεκριμένη διάταξη δεδομένων (Συνήθως στο επίπεδο Data Link).

G

Gigabit Ethernet: Νέο πρότυπο 802,3 που επιτρέπει μετάδοση σε 1Gbps, συνήθως μέσω οπτικής ίνας

H

Half-duplex: Η σύνδεση που επιτρέπει την επικοινωνία σε δυο κατευθύνσεις, αλλά όχι ταυτόχρονα.

Hop: Ένας μετρητής για τον αριθμό των αλλαγών που γίνονται στο δίκτυο που γίνονται από τα πακέτα.

Hub: Μια ενεργή ή παθητική συσκευή που συνδέει τα τμήματα του δικτύου. Τα παθητικά hubs είναι σημεία σύνδεσης. Τα ενεργά hubs επαναλαμβάνουν και ενισχύουν τα σήματα.

IEEE 802: Το πρότυπο όπου έχει εστιάσει στο Φυσικό επίπεδο και στο επίπεδο σύνδεσης δεδομένων του μοντέλου OSI όπου αναπτύχθηκε το Φεβρουάριο του 1980.

Interior Gateway Protocol (IGP): Μια κατηγορία πρωτοκόλλων που χρησιμοποιούνται για να δρομολογήσουν τα πακέτα μεταξύ των routers. Το IGPs περιλαμβάνει τα RIP, IGRP, EIGRP και OSPF.

Internet Protocol (IP): Το πρωτόκολλο επιπέδου δικτύου (επίπεδο διαδικτύου) υπεύθυνο για διευθυνσιοδότηση, όπου επιτρέπει το IP να δρομολογηθεί.

L

Logical topology: περιγράφει τον τρόπο με τον οποίο το σήμα περνά στο δίκτυο, είναι μια λειτουργία της μεθόδου πρόσβασης. Η λογική τοπολογία είναι συνήθως διαύλου ή δακτυλίου.

M

Multistation Access Unit (MAU): Η κεντρική συσκευή σε μια αρχιτεκτονική Token Ring. Υποχρεώνει το σήμα να μεταδίδεται στη λογική τοπολογία δακτυλίου.

Multicasting: Μια ειδική υποδιαίρεση των IP κατηγοριών reserved for data streaming. Multicast διευθύνσεις χρησιμοποιούνται για να στείλουν πληροφορίες σε ομάδες υπολογιστών. Το εύρος για multicasting διευθύνσεις είναι από 224.0.0.0 μέχρι 239.255.255.0

Media: Το καλώδιο, γυαλί, ή τηλεφωνικές γραμμές που μεταφέρουν το σήμα από το ένα σταθμό στον άλλον. Το μέσον.

Media Access Control (MAC) layer: Είναι ένα υποεπίπεδο του επιπέδου Σύνδεσης Δεδομένων που καθορίζουν που καθορίζει την hardware διεύθυνση της φυσικής διασύνδεσης του δικτύου. Επιπρόσθετα, απορρίπτει τα κατεστραμμένα πακέτα και αναγνωρίζει ποια πακέτα προορίζονται για το τοπικό σύστημα.

N

Network interface card (NIC): μεταδίδει και λαμβάνει σήματα στο δίκτυο. Η γνωστή κάρτα δικτύου.

Node: Σημείο σύνδεσης ή ένωσης στο δίκτυο. Αναφέρεται σε ένα τερματικό ή υπολογιστές συνδεδεμένους στο δίκτυο.

P

Packet: Το πακέτο είναι ομάδα δεδομένων που μεταδίδονται δια μέσου του δικτύου.

Physical address: η διεύθυνση του MAC τοποθετείται στην κάρτα διασύνδεσης του δικτύου(NIC) κατά την διαδικασία της κατασκευής και ονομάζεται φυσική διεύθυνση.

Physical topology: η φυσική διάταξη του δικτύου. Οι τρεις πιο κοινές τοπολογίες είναι δίαυλος, δακτύλιος και αστέρα.

Port: Σημείο σύνδεσης, συνήθως για καλώδιο δικτύου, σε μια συσκευή όπως hub, bridge, switch, ή router.

Protocol data unit (PDU): πληροφορίες που προστίθενται σε ένα πακέτο δεδομένων από τα επίπεδα της δέσμης των πρωτοκόλλων. Μπορεί να είναι header ή footer πληροφορία προσαρτημένη στο πακέτο δεδομένων prior για μετάδοση.

R

Radio Frequency Interference (RFI): Ηλεκτρονική παρεμβολή σήματος που προκαλείται από ραδιομεταδόσεις.

Requester: Σε αίτημα προτεραιότητας, είναι η συσκευή που ζητά την δυνατότητα να μεταδώσει στο δίκτυο.

Ring: Η φυσική τοπολογία όπου οι υπολογιστές είναι συνδεδεμένοι σε ένα κύκλο ή δακτύλιο.

Router: Συνδέει πολλαπλά τμήματα, υποδιαιρεί το δίκτυο, φιλτράρει την broadcast traffic, και διατηρεί ένα routing πίνακα. Χρησιμοποιεί την λογική διεύθυνση για να μεταφέρει τα πακέτα δεδομένων από σημείο σε σημείο.

S

Server: Ένας υπολογιστής που μοιράζεται πόρους με άλλες συσκευές στο δίκτυο.

Switch: Χρησιμοποιείται μεταξύ των κόμβων σε ένα δίκτυο ή μεταξύ δικτύων. Δημιουργεί εικονικά κυκλώματα μεταξύ των δυο άκρων. Αυξάνει το bandwidth απομονώνοντας το traffic μεταξύ των δυο σημείων.

Synchronous: Οι επικοινωνίες που είναι σύγχρονες βασίζονται σε ένα ρολόι. Το ρολόι της προέλευσης και του προορισμού πρέπει να συγχρονιστούν έτσι ώστε στον προορισμό να λάβει και να μεταφράσει τα frames που μεταδόθηκαν σωστά. Στις σύγχρονες επικοινωνίες, δεν υπάρχει η δυνατότητα να υπάρξει ταυτόχρονη μετάδοση και λήψη δεδομένων.

W

Wide area network (WAN): απλώνεται πάνω σε δυο ή περισσότερες γεωγραφικά αντίθετες τοποθεσίες και τυπικά χρησιμοποιεί δημόσιους ανιχνευτές τηλεπικοινωνιών έτσι ώστε να συνδέει τα ξεχωριστά τμήματα μεταξύ τους.

BIBΛΙΟΓΡΑΦΙΑ

- Stallings (1987). Local Networks, Macmillan, 1987.
- BERT92 Bertsekas, D., and Gallager, R. Data Networks. Englewood Cliffs, NJ: Prentice Hall, 1992.
- Δίκτυα Επικοινωνιών , Jean Walrand .
- HAMM86 Hammond, J., and O'Reilly, P. Performance Analysis of Local Computer Networks. Reading, MA: Addison-Wesley, 1986.
- SPRA91 Spragins, J., Hammond, J., and Pawlikowski, K. Telecommunications Protocols and Design. Reading, MA: Addison- Wesley, 1991.
- STUC85 Stuck, B., and Arthurs, E. A Computer Communications Network Performance Analysis Primer. Englewood Cliffs, NJ: Prentice Hall, 1985.
- [CuLa99] David Cunningham, William Lane: Gigabit Ethernet Networking, McMillan Technology Series , 1999.
- [MeBo76] Robert Metcalfe, David Boggs: Ethernet: Distributed Packet Switching in Computer Networks CACM Vol.19, No. 7, 1976.
- IEEE Std 802.3-1998: Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection Access method and physical layer specifications.
- IEEE Std 802.3ac-1998: Supplement to Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection Access method and physical layer specifications: Frame Extensions for VLAN Tagging on 802.3 Networks.
- IEEE Draft Std 802.3ad-1998: Supplement to Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection Access method and physical layer specifications: Link Aggregation.