

ΥΠΕΥΘΥΝΟΣ
ΤΜΗΜΑ Τ. & Δ.
ΠΡΩΤ. ΠΡΩΤ. 1236
28/2/05

210

**ΕΛΕΓΧΟΣ ΣΥΜΦΩΡΗΣΗΣ
ΣΕ
ΔΙΚΤΥΑ
ΥΠΟΛΟΓΙΣΤΩΝ:
ΠΡΟΒΛΗΜΑΤΑ
ΚΑΙ
ΚΑΤΕΥΘΥΝΣΕΙΣ**

ΠΑΝΔΡΕΜΜΕΝΟΣ ΙΩΑΝΝΗΣ

Περιεχόμενα

1. Εισαγωγή -----	2
2. Μύθοι για τον Έλεγχο Συμφόρησης -----	4
3. Γενικές Αρχές του Ελέγχου Συμφόρησης -----	7
4. Μια Ταξινόμηση των Προβλημάτων και των Λύσεων Συμφόρησης -----	9
5. Γιατί Είναι το Πρόβλημα Δύσκολο -----	13
6. Πολιτικές που Επηρεάζουν το Σχέδιο Ελέγχου Συμφόρησης -----	14
7. Μορφοποίηση Κίνησης -----	18
8. Προδιαγραφή Ροής -----	23
9. Έλεγχος Συμφόρησης σε Υποδίκτυα Νοητών Κυκλωμάτων -----	25
10. Πακέτα Φραγής -----	27
11. Απόρριψη Φορτίου -----	30
12. Έλεγχος του Τρέμουλου -----	32
13. Έλεγχος Συμφόρησης για Πολλαπλή Διανομή -----	33
14. Έλεγχος Συμφόρησης στα ATM -----	36
15. Έλεγχος Συμφόρησης στο TCP -----	40
16. Διαχείριση Χρονομετρητών στο TCP -----	43
17. Μια Θεμελιώδης Αρχή του Ελέγχου -----	46
18. Πρόσφατες Προτάσεις -----	47
19. Τομείς για την Περαιτέρω Έρευνα -----	50
20. Περίληψη -----	51
21. Αναφορές -----	52

ΕΛΕΓΧΟΣ ΣΥΜΦΟΡΗΣΗΣ ΣΕ ΔΙΚΤΥΑ ΥΠΟΛΟΓΙΣΤΩΝ: ΠΡΟΒΛΗΜΑΤΑ ΚΑΙ ΚΑΤΕΥΘΥΝΣΕΙΣ

1.Εισαγωγή

Ο έλεγχος συμφόρησης ασχολείται με τη διάθεση των πόρων σε ένα δίκτυο έτσι ώστε το δίκτυο να μπορεί να λειτουργήσει σε ένα αποδεκτό επίπεδο απόδοσης όταν η απαίτηση υπερβαίνει ή είναι κοντά στη χωρητικότητα των πόρων του δικτύου. Αυτοί οι πόροι περιλαμβάνουν το εύρος ζώνης των συνδέσεων, τη χωρητικότητα των απομονωτών (μνήμη), και την ικανότητα επεξεργασίας στους ενδιάμεσους κόμβους. Αν και η κατανομή των πόρων είναι απαραίτητη ακόμη και στο χαμηλό φορτίο, το πρόβλημα γίνεται σημαντικότερο καθώς το φορτίο αυξάνεται επειδή τα προβλήματα της δικαιοσύνης και των χαμηλών γενικών εξόδων γίνονται όλο και περισσότερο σημαντικά. Χωρίς κατάλληλους μηχανισμούς ελέγχου συμφόρησης, η παραγωγή (ή "καθαρή" εργασία) μπορεί να μειωθεί αρκετά κάτω από το βαρύ φορτίο.

Όταν κυκλοφορούν υπερβολικά πολλά πακέτα στο υποδίκτυο (ή σ' ένα τμήμα του), η λειτουργία επιδεινώνεται. Η περίπτωση αυτή ονομάζεται συμφόρηση (congestion). Το Σχ. 1-1 απεικονίζει το σύμπτωμα. Όταν ο αριθμός των πακέτων που διοχετεύονται στο υποδίκτυο από τους host κυμαίνεται εντός των ορίων της χωρητικότητας μεταφοράς του, όλα παραδίδονται (εκτός από μερικά που έχουν τρωθεί από λάθη μετάδοσης) και ο αριθμός των παραδιδόμενων είναι ανάλογος του αριθμού που στάλθηκε. Ωστόσο, καθώς η κίνηση αυξάνει υπερβολικά, οι δρομολογητές δεν είναι πλέον σε θέση να αντεπεξέλθουν και αρχίζουν να χάνουν πακέτα. Αυτό τείνει να χειροτερεύει την κατάσταση. Σε πολύ μεγάλη κίνηση, η λειτουργία καταρρέει εντελώς και δεν παραδίδεται σχεδόν κανένα πακέτο.

Η συμφόρηση μπορεί να προκληθεί από πολλούς παράγοντες.



Σχ. 1-1. Όταν η προσφερόμενη κίνηση είναι πολύ μεγάλη, αρχίζει η συμφόρηση και η επίδοση πέφτει απότομα.

Εάν, εντελώς ξαφνικά, αρχίσουν να φθάνουν συρμοί πακέτων σε τρεις ή τέσσερις γραμμές εισόδου και όλα χρειάζονται την ίδια γραμμή εξόδου, θα σχηματισθεί μια ουρά. Η πρόσθεση περισσότερης μνήμης μπορεί να βοηθήσει μέχρι ενός σημείου, αλλά ο Nagle (1987) ανακάλυψε ότι εάν οι δρομολογητές διαθέτουν απεριόριστη ποσότητα μνήμης, η συμφόρηση δεν βελτιώνεται αλλά χειροτερεύει, επειδή μέχρι να φθάσουν τα πακέτα στην αρχή της ουράς, έχει ήδη λήξει η διάρκεια τους (επανελημμένα) και έχουν σταλεί αντίγραφα. Όλα αυτά τα πακέτα θα παραδοθούν πειθήνια στον επόμενο δρομολογητή, αυξάνοντας το φορτίο μέχρι τον προορισμό.

Οι αργοί επεξεργαστές μπορούν επίσης να προκαλέσουν συμφόρηση. Εάν οι CPU των δρομολογητών είναι αργές όσον αφορά την εκτέλεση των διαχειριστικών καθηκόντων που απαιτούνται απ' αυτές (δημιουργία ουρών, ενημέρωση πινάκων, κλπ.), οι ουρές μεγαλώνουν ακόμη και όταν υπάρχει πλεονάζουσα χωρητικότητα γραμμών. Παρομοίως, γραμμές χαμηλού εύρους ζώνης μπορούν επίσης να προκαλέσουν συμφόρηση. Το να αναβαθμίζονται οι γραμμές χωρίς να αλλάζουν οι επεξεργαστές, ή το αντίστροφο, συχνά βοηθά λίγο, αλλά συνήθως απλώς διολισθαίνει το σημείο της στένωσης. Επίσης, η αναβάθμιση ενός μέρους και όχι όλου του συστήματος, συχνά απλώς μεταφέρει το σημείο της στένωσης κάπου αλλού. Το πραγματικό πρόβλημα είναι συχνά η αναντιστοιχία μεταξύ των τμημάτων του συστήματος. Το πρόβλημα αυτό θα παραμείνει μέχρι να εξισορροπηθούν όλα τα στοιχεία.

Η συμφόρηση τείνει να αυτοτροφοδοτείται και να επιδεινώνεται. Εάν ένας δρομολογητής δεν διαθέτει ελεύθερες μνήμες, πρέπει να αγνοήσει τα νεο-αφικνούμενα πακέτα. Όταν απορρίπτεται ένα πακέτο, ο αποστολέας (ένας γείτονας) μπορεί να διαπιστώσει εκπνοή χρόνου και να το μεταδώσει ξανά, πιθανώς πολλές φορές. Επειδή δεν μπορεί να απορρίψει το πακέτο μέχρι να επαληθευθεί η λήψη του, η συμφόρηση στο άκρο του δέκτη υποχρεώνει τον αποστολέα να μην απελευθερώνει τον χώρο προσωρινής αποθήκευσης που κανονικά θα απελευθέρωνε. Κατ' αυτόν τον τρόπο, η συμφόρηση διαδίδεται προς τα πίσω, όπως η ουρά στα αυτοκίνητα που προσεγγίζουν τον σταθμό διοδίων.

Αξίζει να επιστημάνουμε ρητώς τη διαφορά μεταξύ του ελέγχου συμφόρησης και του ελέγχου ροής, επειδή η διάκριση είναι λεπτή. Ο έλεγχος συμφόρησης ασχολείται με την εξασφάλιση ότι το υποδίκτυο είναι σε θέση να μεταφέρει το προσφερόμενο φορτίο. Είναι ένα καθολικό πρόβλημα που περιλαμβάνει τη συμπεριφορά όλων των host, όλων των δρομολογητών, την αποθήκευση και προώθηση εντός των δρομολογητών και όλους τους άλλους παράγοντες που τείνουν να ελαττώσουν τη χωρητικότητα μεταφοράς του υποδικτύου.

Ο έλεγχος ροής, αντιθέτως, σχετίζεται με την κίνηση από σημείο σε σημείο μεταξύ ενός συγκεκριμένου αποστολέα και ενός συγκεκριμένου προορισμού. Η δουλειά του είναι να εξασφαλίσει ότι ένας ταχύς αποστολέας δεν θα μεταδίδει συνεχώς δεδομένα ταχύτερα απ' όσο μπορεί να τα απορροφήσει ο δέκτης. Ο έλεγχος ροής σχεδόν πάντοτε περιλαμβάνει κάποια άμεση ανάδραση από τον δέκτη προς τον αποστολέα για να πληροφορήσει τον αποστολέα για το πώς είναι τα πράγματα στο άλλο άκρο.

Για να δείτε τη διαφορά μεταξύ αυτών των δύο εννοιών, σκεφθείτε ένα δίκτυο οπτικών ινών με χωρητικότητα των 1.000 Gbps όπου ένας υπερ-υπολογιστής προσπαθεί να μεταφέρει κάποιο αρχείο σε προσωπικό υπολογιστή με ρυθμό 1 Gbps. Αν και δεν υπάρχει συμφόρηση (το ίδιο το δίκτυο δεν έχει προβλήματα), χρειάζεται έλεγχος ροής για να επιβάλλει στον υπερ-υπολογιστή να σταματά συχνά για να δίνει στον προσωπικό υπολογιστή την ευκαιρία να αναπνεύσει.

Στην άλλη ακραία περίπτωση, σκεφθείτε ένα δίκτυο αποθήκευσης και προ-

ώθησης με γραμμές του 1 Mbps και 1.000 μεγάλους υπολογιστές, οι μισοί από τους οποίους προσπαθούν να μεταφέρουν αρχεία με ρυθμό 100 kbps στους άλλους μισούς. Εδώ το πρόβλημα δεν είναι αυτό των ταχέων αποστολών που πνίγουν αργούς δέκτες, αλλά απλώς ότι η συνολική προσφερόμενη κίνηση υπερβαίνει αυτήν που μπορεί να αντιμετωπίσει το δίκτυο.

Ο λόγος για τον οποίο συγχέονται συχνά ο έλεγχος συμφόρησης και ο έλεγχος ροής είναι, ότι μερικοί αλγόριθμοι ελέγχου συμφόρησης λειτουργούν με το να στέλνουν μηνύματα πίσω προς διάφορες πηγές λέγοντας τους να επιβραδύνουν όταν το δίκτυο συναντά προβλήματα. Έτσι, ένας host μπορεί να λάβει το μήνυμα "επιβράδυνε" είτε επειδή ο δέκτης δεν μπορεί να αντιμετωπίσει το φορτίο είτε επειδή το δίκτυο δεν μπορεί να το αντιμετωπίσει. Θα επανέλθουμε σ' αυτό το σημείο αργότερα.

Θα αρχίσουμε τη μελέτη του ελέγχου συμφόρησης με διάφορους μύθους για τη συμφόρηση και εξηγούμε γιατί η κατεύθυνση προς φτηνότερη μνήμη, συνδέσεις υψηλότερης ταχύτητας, και επεξεργαστές υψηλότερης ταχύτητας έχουν εντείνει την ανάγκη για λύση στο πρόβλημα συμφόρησης. Μετά ρίχνουμε μια ματιά σ' ένα γενικό μοντέλο αντιμετώπισης της και κοιτάμε γενικές μεθόδους που να την εμποδίζουν εξ αρχής. Περιγράφουμε έπειτα έναν αριθμό προτεινόμενων λύσεων και παρουσιάζουμε μια ταξινόμηση των προβλημάτων συμφόρησης καθώς επίσης και των λύσεών τους. Εξηγούμε γιατί το πρόβλημα είναι τόσο δύσκολο και συζητάμε τις αποφάσεις του πρωτοκόλλου σχεδίασης που επηρεάζουν τη σχεδίαση ενός σχεδίου ελέγχου συμφόρησης. Μετά απ' αυτό, θα κοιτάξουμε διάφορους δυναμικούς αλγορίθμους αντιμετώπισης της από τη στιγμή που έχει συμβεί. Τελικά, περιγράφουμε τις πρόσφατες προτάσεις και προτείνουμε τομείς για μελλοντική έρευνα.

2. Μύθοι για τον Έλεγχο Συμφόρησης

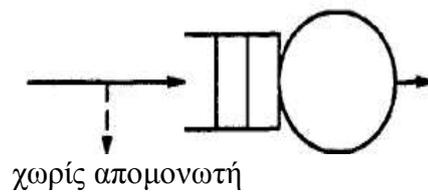
Η συμφόρηση εμφανίζεται όταν η απαίτηση είναι μεγαλύτερη από τους διαθέσιμους πόρους. Επομένως, θεωρείται ότι καθώς οι πόροι γίνονται λιγότερο ακριβοί, το πρόβλημα της συμφόρησης θα λυθεί αυτόματα. Αυτό έχει οδηγήσει στους ακόλουθους μύθους:

- Η συμφόρηση προκαλείται από έλλειψη χώρου απομονωτών και θα λυθεί όταν η μνήμη γίνει αρκετά φτηνή ώστε να επιτραπούν απείρως μεγάλες μνήμες.
- Η συμφόρηση προκαλείται από τις αργές συνδέσεις. Το πρόβλημα θα λυθεί όταν οι συνδέσεις υψηλής ταχύτητας γίνουν διαθέσιμες.
- Η συμφόρηση προκαλείται από τους αργούς επεξεργαστές. Το πρόβλημα θα λυθεί όταν η ταχύτητα του επεξεργαστή βελτιωθεί.
- Εάν όχι μία, τότε όλες οι ανωτέρω εξελίξεις θα γίνουν αιτία το πρόβλημα της συμφόρησης να εξαφανιστεί.

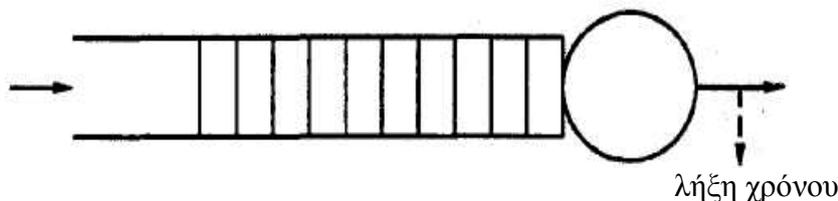
Αντίθετα σ' αυτές τις πεποιθήσεις, χωρίς κατάλληλο επανασχεδιασμό πρωτοκόλλου, οι ανωτέρω εξελίξεις μπορεί να οδηγήσουν σε περισσότερη συμφόρηση και να μειώσουν έτσι την απόδοση. Η ακόλουθη συζήτηση εξηγεί γιατί.

Το πρόβλημα συμφόρησης δεν μπορεί να λυθεί με μεγάλο χώρο απομονωτών. Η φτηνότερη μνήμη δεν έχει βοηθήσει το πρόβλημα συμφόρησης. Έχει διαπιστωθεί ότι τα δίκτυα με διακόπτες άπειρης μνήμης είναι τόσο ευαίσθητα στη συμφόρηση όσο τα δίκτυα με διακόπτες μικρής μνήμης [1]. Για τα τελευταία, είναι προφανές ότι πάρα πολλή κυκλοφορία θα οδηγήσει στην υπερχειλίση των απομονωτών και την απώλεια

πακέτων, όπως φαίνεται στο σχήμα 2-1(α). Αφ' ετέρου, με τους διακόπτες άπειρης μνήμης, όπως φαίνεται στο σχήμα 2-1(β), οι ουρές αναμονής και οι καθυστερήσεις μπορούν να γίνουν τόσο επιμήκης ώστε μέχρι να βγούνε τα πακέτα από το διακόπτη, τα περισσότερα απ' αυτά έχουν ήδη βγει εκτός χρόνου και έχουν αναμεταδοθεί από τα υψηλότερα στρώματα. Στην πραγματικότητα, πάρα πολλή μνήμη είναι επιβλαβέστερη από πολύ λίγη μνήμη δεδομένου ότι τα πακέτα (ή οι αναμεταδόσεις τους) πρέπει να πεταχτούν αφότου έχουν καταναλώσει πολύτιμους πόρους δικτύου.



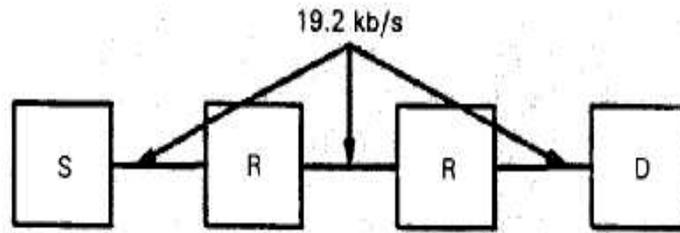
(α) Πολύ μικρή μνήμη



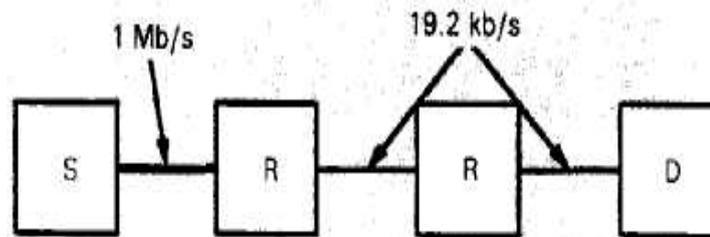
(β) Πολύ μεγάλη μνήμη

Σχήμα 2-1. Πολύ μεγάλη μνήμη στους ενδιάμεσους κόμβους είναι εξίσου επιβλαβής με πολύ μικρή μνήμη

Το πρόβλημα συμφόρησης δεν μπορεί να λυθεί με υψηλής ταχύτητας συνδέσεις. Στην αρχή, οι τηλεφωνικές συνδέσεις που συνέδεαν τους υπολογιστές είχαν ταχύτητα μόνο 300 b/s. Αργά, η τεχνολογία βελτιώθηκε, και ήταν δυνατό να αποκτηθούν αφιερωμένες συνδέσεις μέχρι 1,5 Mb/s. Κατόπιν ήρθαν τα δίκτυα τοπικής περιοχής (LANs), όπως το Ethernet, με ταχύτητα 10 Mb/s. Ήταν ακριβώς σε αυτό το σημείο όπου το ενδιαφέρον για τις τεχνικές ελέγχου συμφόρησης αυξήθηκε. Αυτό έγινε επειδή τα υψηλής ταχύτητας LANs συνδεθήκανε τώρα μέσω των συνδέσεων χαμηλής ταχύτητας και μεγάλης διαδρομής, και η συμφόρηση στο σημείο της διασύνδεσης έγινε ένα πρόβλημα.



(α) Χρόνος μεταφοράς ενός φακέλου = 5 λεπτά



(β) Χρόνος μεταφοράς ενός φακέλου = 7 ώρες

Σχήμα 2-2. Η εισαγωγή μιας σύνδεσης υψηλής ταχύτητας μπορεί να μειώσει την απόδοση

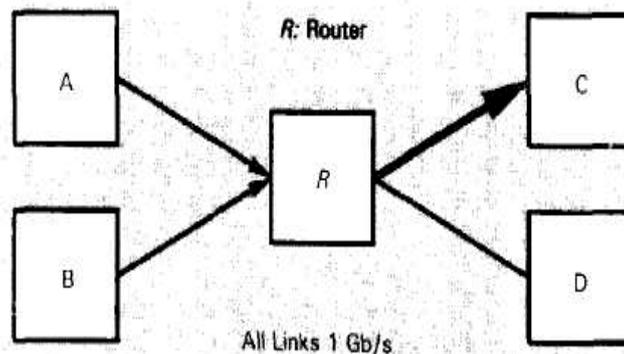
Το ακόλουθο πείραμα, αν και είναι επινοημένο, δείχνει ότι η εισαγωγή συνδέσεων υψηλής ταχύτητας χωρίς κατάλληλη συμφόρηση μπορεί να οδηγήσει σε μειωμένη απόδοση [2]. Το σχήμα 2-2 παρουσιάζει τέσσερις κόμβους που συνδέονται σειριακά με τρεις συνδέσεις 19,2 kb/s. Στο σχήμα, το S, το R, και το D δείχνουν την πηγή, τους δρομολογητές, και τον προορισμό, αντίστοιχα. Ο χρόνος για να μεταφερθεί ένα ιδιαίτερο αρχείο ήταν πέντε λεπτά. Μετά από την αντικατάσταση της σύνδεσης μεταξύ των πρώτων δύο κόμβων από μια γρήγορη σύνδεση 1 Mb/s, ο χρόνος μεταφοράς αυξήθηκε σε επτά ώρες! Με τη σύνδεση υψηλής ταχύτητας, ο ρυθμός άφιξης στον πρώτο δρομολογητή έγινε πολύ υψηλότερος από τον ρυθμό αναχώρησης, οδηγώντας σε επιμήκης ουρές αναμονής, υπερχειλίσσεις απομονωτών, και απώλειες πακέτων που έγιναν αιτία ο χρόνος μεταφοράς να αυξηθεί.

Το ζήτημα είναι ότι οι συνδέσεις υψηλής ταχύτητας δεν μπορούν να μείνουν σε απομόνωση. Οι συνδέσεις χαμηλής ταχύτητας δεν εξαφανίζονται καθώς οι συνδέσεις υψηλής ταχύτητας προσθέτονται σε ένα δίκτυο. Η εισαγωγή των συνδέσεων υψηλής ταχύτητας έχει αυξήσει το εύρος των ταχυτήτων που πρέπει να ρυθμιστούν. Τα πρωτόκολλα πρέπει να σχεδιαστούν συγκεκριμένα για να εξασφαλίσουν ότι αυτό το αυξανόμενο εύρος των ταχυτήτων συνδέσεων δεν υποβιβάζει την απόδοση.

Το πρόβλημα συμφόρησης δεν μπορεί να λυθεί με υψηλής ταχύτητας επεξεργαστές. Το επιχείρημα για τους επεξεργαστές είναι παρόμοιο με αυτό για τις συνδέσεις. Η εισαγωγή ενός επεξεργαστή υψηλής ταχύτητας σε ένα υπάρχον δίκτυο

μπορεί να αυξήσει τον κακό συνδυασμό των ταχυτήτων και τις πιθανότητες συμφόρησης.

Συμφόρηση εμφανίζεται ακόμα κι αν όλες οι συνδέσεις και οι επεξεργαστές είναι της ίδιας ταχύτητας. Τα επιχειρήματά μας ανωτέρω μπορεί να οδηγήσουν κάποιους να θεωρήσουν ότι μια ισορροπημένη διαμόρφωση με όλους τους επεξεργαστές και τις συνδέσεις στην ίδια ταχύτητα πιθανώς δεν θα είναι ευαίσθητη στη συμφόρηση. Αυτό δεν ισχύει. Εξετάστε, παραδείγματος χάριν, την ισορροπημένη διαμόρφωση που παρουσιάζεται στο σχήμα 2-3, όπου όλοι οι επεξεργαστές και οι συνδέσεις έχουν ικανότητα εξόδου 1 Gb/s. Μια ταυτόχρονη μεταφορά δεδομένων από τους κόμβους A και B στον κόμβο C μπορεί να οδηγήσει σε ένα συνολικό ρυθμό εισόδου 2 Gb/s στο δρομολογητή R ενώ ο ρυθμός εξόδου είναι μόνο 1 Gb/s, προκαλώντας μ' αυτό τον τρόπο συμφόρηση.



Σχήμα 2-3. Μια ισορροπημένη διαμόρφωση με όλους τους επεξεργαστές και τις συνδέσεις στην ίδια ταχύτητα είναι επίσης ευαίσθητη στη συμφόρηση

Το συμπέρασμα είναι ότι η συμφόρηση είναι ένα δυναμικό πρόβλημα. Δεν μπορεί να λυθεί με στατικές λύσεις μόνο. Χρειαζόμαστε σχέδια πρωτοκόλλου που προστατεύουν τα δίκτυα σε περίπτωση συμφόρησης. Η έκρηξη των δικτύων υψηλής ταχύτητας έχει οδηγήσει σε περισσότερο ασταθή δίκτυα που προκαλούν συμφόρηση. Ειδικότερα, η απώλεια πακέτων λόγω έλλειψης απομονωτών είναι ένα σύμπτωμα, όχι μια αιτία, συμφόρησης.

3. Γενικές Αρχές του Ελέγχου Συμφόρησης

Πολλά προβλήματα σε πολύπλοκα συστήματα, όπως τα συστήματα υπολογιστών, μπορεί να ειπωθούν από τη σκοπιά της θεωρίας αυτομάτου ελέγχου. Η προσέγγιση αυτή οδηγεί στο να διααιρεθούν όλες οι λύσεις σε δύο ομάδες: ανοικτού βρόχου και κλειστού βρόχου. Οι λύσεις ανοικτού βρόχου προσπαθούν να λύσουν το πρόβλημα ουσιαστικά με καλή σχεδίαση, ώστε να εξασφαλίσουν ότι πρώτα απ' όλα

δεν θα εμφανισθεί. Από τη στιγμή που το σύστημα βρίσκεται σε πλήρη λειτουργία, δεν γίνονται διορθώσεις.

Τα εργαλεία για να κάνουμε έλεγχο ανοικτού βρόχου συμπεριλαμβάνουν το να αποφασισθεί πότε θα γίνει δεκτή νέα κίνηση, το να αποφασισθεί πότε θα απορριφθούν πακέτα και ποια, καθώς και τη λήψη αποφάσεων χρονικού προγραμματισμού σε διάφορα σημεία του δικτύου. Όλα αυτά έχουν κοινό το γεγονός ότι οι αποφάσεις λαμβάνονται χωρίς να ληφθεί υπόψη η παρούσα κατάσταση του δικτύου.

Αντίθετα, οι λύσεις κλειστού βρόχου βασίζονται στην έννοια του βρόχου ανάδρασης. Η μέθοδος αυτή έχει τρία μέρη όταν εφαρμόζεται στον έλεγχο συμφόρησης:

1. Παρακολούθησε το σύστημα για να εντοπίσεις πότε και που εμφανίζεται η συμφόρηση .
2. Πέραν την πληροφορία στα σημεία που μπορεί να γίνει κάποια ενέργεια .
3. Προσάρμοσε τη λειτουργία του συστήματος για να διορθώσεις το πρόβλημα .

Μπορούν να χρησιμοποιηθούν διάφορα κριτήρια για να παρακολουθηθεί η συμφόρηση στο υποδίκτυο. Τα κυριότερα απ' αυτά είναι το ποσοστό όλων των πακέτων που απορρίπτονται λόγω έλλειψης μνήμης, τα μέσα μήκη ουρών, ο αριθμός των πακέτων των οποίων λήγει η διάρκεια και μεταδίδονται ξανά, η μέση καθυστέρηση των πακέτων και η τυπική απόκλιση της καθυστέρησης. Σ' όλες τις περιπτώσεις, οι ανοδικές τιμές δείχνουν αυξανόμενη συμφόρηση.

Το δεύτερο βήμα στον βρόχο ανάδρασης είναι η μεταφορά πληροφορίας που αφορά τη συμφόρηση από το σημείο όπου ανιχνεύθηκε στο σημείο όπου μπορεί να γίνει κάτι για να αντιμετωπισθεί. Ο προφανής τρόπος είναι να στείλει ο δρομολογητής που ανιχνεύει τη συμφόρηση ένα πακέτο προς την πηγή ή τις πηγές κίνησης ανακοινώνοντας το πρόβλημα. Βεβαίως, τα επιπρόσθετα αυτά πακέτα αυξάνουν το φορτίο ακριβώς τη στιγμή κατά την οποία δεν χρειάζεται περισσότερο φορτίο, δηλαδή, όταν το υποδίκτυο παρουσιάζει συμφόρηση.

Ωστόσο, υπάρχουν επίσης και άλλες δυνατότητες. Για παράδειγμα, ένα bit ή ένα πεδίο μπορεί να δεσμευθεί σε κάθε πακέτο ώστε οι δρομολογητές να το συμπληρώνουν οποτεδήποτε η συμφόρηση ξεπερνά κάποιο κατώφλι. Όταν ο δρομολογητής ανιχνεύει αυτήν την κατάσταση συμφόρησης, συμπληρώνει το πεδίο σ' όλα τα εξερχόμενα πακέτα, για να προειδοποιήσει τους γείτονες του.

Μια ακόμη μέθοδος είναι το να στέλνουν περιοδικά οι host ή οι δρομολογητές ανιχνευτικά πακέτα για να ζητήσουν πληροφορίες για τη συμφόρηση. Οι πληροφορίες αυτές μπορούν κατόπιν να χρησιμοποιηθούν για να δρομολογηθεί η κίνηση παρακάμπτοντας τις προβληματικές περιοχές. Μερικοί ραδιοσταθμοί διαθέτουν ελικόπτερα που πετούν πάνω από τις πόλεις για να αναφέρουν την οδική συμφόρηση με την ελπίδα ότι οι ακροατές θα δρομολογήσουν τα αυτοκίνητα τους (πακέτα) παρακάμπτοντας τα σημεία συμφόρησης.

Σ' όλες τις μεθόδους ανάδρασης, ελπίζουμε ότι η γνώση της συμφόρησης θα υποχρεώσει τους host να κάνουν τις απαραίτητες ενέργειες για να ελαττώσουν τη συμφόρηση. Για να λειτουργήσει το σύστημα σωστά, η χρονική κλίμακα πρέπει να προσαρμοσθεί προσεκτικά. Αν κάθε φορά που φθάνουν δύο πακέτα στη σειρά, ο δρομολογητής φωνάζει STOP και κάθε φορά που ο δρομολογητής είναι αδρανής για 20 msec φωνάζει GO, το σύστημα θα ταλαντώνει έντονα και δεν θα συγκλίνει ποτέ. Από την άλλη, αν περιμένει 30 λεπτά για να σιγουρευτεί πριν πει οτιδήποτε, ο μηχανισμός ελέγχου συμφόρησης θα αντιδράσει υπερβολικά νωθρά χωρίς να έχει οποιαδήποτε χρησιμότητα. Για να λειτουργήσει καλά, χρειάζεται κάποιος μέσος όρος,

αλλά ο σωστός υπολογισμός της σταθεράς χρόνου δεν είναι ασήμαντο πρόβλημα.

Είναι γνωστοί πολλοί αλγόριθμοι ελέγχου συμφόρησης. Για να τους οργανώσουν με κάποιον λογικό τρόπο, οι Young και Reddy (1995) έχουν αναπτύξει μια ταξινόμηση για αλγορίθμους ελέγχου συμφόρησης. Αρχίζουν διαιρώντας όλους τους αλγορίθμους σε ανοικτού ή κλειστού βρόχου, όπως περιγράφηκε παραπάνω. Παραπέρα, διαιρούν τους αλγορίθμους ανοικτού βρόχου σ' αυτούς που δρουν στην πηγή έναντι αυτών που επιδρούν στον προορισμό. Οι αλγόριθμοι κλειστού βρόχου διαιρούνται επίσης σε δύο υποκατηγορίες: άμεση και έμμεση ανάδραση. Στους αλγορίθμους άμεσης ανάδρασης, στέλνονται πακέτα από το σημείο συμφόρησης στην πηγή για να την προειδοποιήσουν. Στους αλγορίθμους έμμεσης ανάδρασης, η πηγή συμπεραίνει την ύπαρξη συμφόρησης από τοπικές παρατηρήσεις, όπως ο χρόνος που χρειάζεται για να γυρίσουν πίσω οι επαληθεύσεις.

Η ύπαρξη συμφόρησης σημαίνει ότι το φορτίο είναι (προσωρινά) μεγαλύτερο απ' ό τι οι πόροι (σε κάποιο μέρος του συστήματος) μπορούν να αντιμετωπίσουν. Δύο λύσεις μπορεί να σκεφθεί κανείς: να αυξήσει τους πόρους ή να μειώσει το φορτίο. Για παράδειγμα, το υποδίκτυο μπορεί να αρχίσει να χρησιμοποιεί τηλεφωνικές γραμμές για να αυξήσει προσωρινά το εύρος ζώνης μεταξύ συγκεκριμένων σημείων. Σε συστήματα όπως το SMDS θα μπορούσε να ζητήσει από τον τηλεπικοινωνιακό φορέα επιπρόσθετο εύρος ζώνης για λίγο. Σε δορυφορικά συστήματα, η αύξηση της ισχύος μετάδοσης έχει συχνά ως αποτέλεσμα μεγαλύτερο εύρος ζώνης. Ο διαχωρισμός της κίνησης σε πολλές διαδρομές, αντί να χρησιμοποιείται πάντοτε η βέλτιστη, μπορεί στην πράξη να αυξήσει επίσης το εύρος ζώνης. Τέλος, πλεονάζοντες δρομολογητές, που κανονικά χρησιμοποιούνται μόνο ως εφεδρικοί (για να γίνει το σύστημα ανθεκτικό σε αστοχίες) μπορούν να τεθούν σε λειτουργία (on-line) για να προσφέρουν περισσότερη χωρητικότητα όταν συμβεί σοβαρή συμφόρηση.

Ωστόσο, μερικές φορές δεν είναι δυνατόν να αυξηθεί η χωρητικότητα ή έχει ήδη αυξηθεί μέχρι το ανώτατο όριο της. Ο μόνος τρόπος τότε για να καταπολεμηθεί η συμφόρηση είναι να μειωθεί το φορτίο. Υπάρχουν πολλοί τρόποι μείωσης του φορτίου, συμπεριλαμβανομένων της άρνησης εξυπηρέτησης κάποιων χρηστών, της επιδείνωσης της ποιότητας υπηρεσίας προς μερικούς ή όλους τους χρήστες και του να προγραμματίζουν οι χρήστες τις απαιτήσεις τους μ' έναν περισσότερο προβλέψιμο τρόπο.

Μερικές από τις μεθόδους αυτές, που θα μελετήσουμε σύντομα, εφαρμόζονται καλύτερα σε νοητά κυκλώματα. Στα υποδίκτυα που εσωτερικά χρησιμοποιούν νοητά κυκλώματα, οι μέθοδοι αυτές μπορούν να χρησιμοποιηθούν στο στρώμα δικτύου. Στα υποδίκτυα δεδομενογραφημάτων, μπορούν μερικές φορές να χρησιμοποιηθούν σε συνδέσεις του στρώματος μεταφοράς.

4. Μια Ταξινόμηση των Προβλημάτων και των Λύσεων Συμφόρησης

Με απλούς όρους, εάν για οποιοδήποτε χρονικό διάστημα, το συνολικό άθροισμα της ζήτησης σε έναν πόρο είναι μεγαλύτερο από τη διαθέσιμη χωρητικότητά του, ο πόρος λέγεται ότι είναι υπό συμφόρηση γι' αυτό το διάστημα. Μιλώντας μαθηματικά:

$$\Sigma \text{ Ζήτησης} > \text{ Διαθέσιμοι Πόροι} \quad (1)$$

Στα δίκτυα υπολογιστών, υπάρχει ένας μεγάλος αριθμός πόρων, όπως οι απομονωτές, εύρη ζώνης συνδέσεων, χρόνοι επεξεργαστών, κεντρικοί υπολογιστές, και ούτω καθ'εξής. Εάν για ένα σύντομο διάστημα, ο χώρος των απομονωτών που είναι διαθέσιμος στον προορισμό είναι μικρότερος από αυτόν που απαιτείται για την κυκλοφορία άφιξης, εμφανίζεται απώλεια πακέτων. Ομοίως, εάν η συνολική κυκλοφορία που θέλει να εισέλθει σε μια σύνδεση είναι μεγαλύτερη από το εύρος ζώνης της, η σύνδεση λέγεται ότι είναι υπό συμφόρηση.

Ο ανωτέρω καθορισμός της συμφόρησης, αν και απλοϊκός, είναι χρήσιμος στην ταξινόμηση των προβλημάτων συμφόρησης καθώς επίσης και των λύσεων. Ανάλογα με τον αριθμό πόρων που εμπλέκονται, ένα πρόβλημα συμφόρησης μπορεί να ταξινομηθεί ως ενιαίο πρόβλημα των πόρων ή κατανεμημένο πρόβλημα πόρων. Ο ενιαίος πόρος που εμπλέκεται μπορεί να είναι ένας βουβός πόρος, όπως το περιβάλλον LAN, οπότε σ'αυτή την περίπτωση όλη η νοημοσύνη που απαιτείται για να λυθεί το πρόβλημα της συμφόρησης πρέπει να παρασχεθεί από τους χρήστες. Ποικίλες μέθοδοι προσπέλασης του LAN, όπως η πολλαπλάσια πρόσβαση αίσθησης μεταφορέων με ανίχνευση σύγκρουσης (CSMA/CD), η προσπέλαση με τεκμήριο, η εισαγωγή καταχωρητή, κτλ, είναι παραδείγματα λύσεων στο πρόβλημα της συμφόρησης ενιαίου,βουβού πόρου. Εάν ο πόρος είναι έξυπνος (παραδείγματος χάριν, ένας κεντρικός υπολογιστής ονόματος), μπορεί να κατανέμει τον εαυτό του κατάλληλα. Το πρόβλημα είναι δυσκολότερο εάν ο πόρος είναι κατανεμημένος, όπως στην περίπτωση ενός δικτύου αποθήκευσης και μεταβίβασης. Παραδείγματος χάριν, θεωρώντας τις συνδέσεις ως πόρους, οι απαιτήσεις των χρηστών πρέπει να περιοριστούν έτσι ώστε η συνολική ζήτηση σε κάθε σύνδεση να είναι μικρότερη από τη χωρητικότητά της. Μ' αυτό το σύνολο προβλημάτων, που εξετάζουν την κατανεμημένη συμφόρηση πόρων, ασχολούμαστε σ' αυτό το άρθρο.

Ο απλός καθορισμός της συμφόρησης ανωτέρω μας επιτρέπει επίσης να ταξινομήσουμε όλα τα σχέδια συμφόρησης σε δύο κατηγορίες: εκείνα που αυξάνουν δυναμικά τους διαθέσιμους πόρους, και εκείνα που μειώνουν δυναμικά τη ζήτηση. Μερικά παραδείγματα και των δύο αυτών τύπων σχεδίων περιγράφονται κατωτέρω.

Σχέδια Δημιουργίας Πόρων

Τέτοια σχέδια αυξάνουν τη χωρητικότητα των πόρων ξανασχηματίζοντάς τους δυναμικά. Παραδείγματα τέτοιων σχεδίων είναι:

- Συνδέσεις dial-up που μπορούν να προστεθούν μόνο κατά τη διάρκεια υψηλής χρήσης.
- Αυξήσεις ισχύος στις δορυφορικές συνδέσεις για να αυξηθούν τα εύρη ζώνης τους.
- Διαχωρισμός διαδρομών έτσι ώστε η πρόσθετη κυκλοφορία να στέλνεται μέσω διαδρομών που μπορεί να μην θεωρούνται βέλτιστες υπό χαμηλό φορτίο.

Με όλα τα ανωτέρω σχέδια, οι χρήστες του πόρου δε χρειάζεται να ενημερωθούν, όπως μπορεί να μην γνωρίζουν ακόμη ούτε τη συμφόρηση στο δίκτυο. Το δίκτυο είναι μόνο του αρμόδιο για την επίλυση του προβλήματος συμφόρησης.

Σχέδια Μείωσης Ζήτησης

Αυτά τα σχέδια προσπαθούν να μειώσουν τη ζήτηση στο επίπεδο των διαθέσιμων πόρων. Τα περισσότερα από αυτά τα σχέδια απαιτούν ο χρήστης (ή άλλα σημεία έλεγχου) να είναι ενημερωμένος για την κατάσταση του φορτίου στο δίκτυο έτσι ώστε να μπορεί να ρυθμίσει την κυκλοφορία. Υπάρχουν τρεις βασικές κατηγορίες τέτοιων σχεδίων:

- **Σχέδια Άρνησης Υπηρεσιών** - Αυτά τα σχέδια δεν επιτρέπουν νέες συνόδοι να ξεκινούν κατά τη διάρκεια της συμφόρησης. Ο τόνος απασχολημένου που παρέχεται από την τηλεφωνική εταιρία είναι ένα παράδειγμα ενός τέτοιου σχεδίου. Τα δίκτυα υπολογιστών προσανατολισμένα προς τη σύνδεση χρησιμοποιούν επίσης παρόμοια σχέδια όπου η συμφόρηση σε οποιοδήποτε ενδιάμεσο κόμβο θα απέτρεπε τις νέες συνόδους να ξεκινήσουν.
- **Σχέδια Υποβάθμισης Υπηρεσιών** - Αυτά τα σχέδια ζητούν από όλους τους χρήστες (υπάρχοντες καθώς επίσης και νέους χρήστες) να μειώσουν τα φορτία τους. Δυναμικά σχέδια παραθύρου, στα οποία οι χρήστες αυξάνουν ή μειώνουν τον αριθμό σημαντικών πακέτων στο δίκτυο που βασίζονται στο φορτίο, είναι παραδείγματα αυτής της προσέγγισης.
- **Σχέδια Προγραμματισμού** - Αυτά τα σχέδια ζητούν από τους χρήστες να προγραμματίσουν τις απαιτήσεις τους έτσι ώστε η συνολική ζήτηση να είναι μικρότερη από τη χωρητικότητα. Διάφορα σχέδια άμιλλας και σχέδια ερώτησης, προτεραιότητας και κράτησης είναι παραδείγματα αυτής της προσέγγισης. Πρέπει να επισημανθεί ότι όλα τα σχέδια προγραμματισμού είναι μια ειδική περίπτωση της προσέγγισης υποβάθμισης υπηρεσιών.

Στα δίκτυα χωρίς σύνδεση, το ξεκίνημα μιας νέας συνόδου δεν απαιτεί όλοι οι ενδιάμεσοι πόροι να ενημερώνονται, έτσι η προσέγγιση άρνησης υπηρεσιών δεν μπορεί να χρησιμοποιηθεί αποτελεσματικά. Τέτοια δίκτυα χρησιμοποιούν γενικά υποβάθμιση υπηρεσιών και τεχνικές προγραμματισμού.

Όλα τα σχέδια ελέγχου συμφόρησης - η δημιουργία πόρων καθώς επίσης και η απαίτηση μείωσης - απαιτούν το δίκτυο για να μετρήσουν το συνολικό φορτίο στο δίκτυο και έπειτα να πάρουν κάποια διορθωτικά μέτρα. Το πρώτο μέρος καλείται συχνά "ανατροφοδότηση," ενώ το δεύτερο μέρος καλείται "έλεγχος." Ανάλογα με το φορτίο, ένα σήμα ανατροφοδότησης στέλνεται από τον πόρο υπό συμφόρηση σε ένα ή περισσότερα σημεία ελέγχου, τα οποία παίρνουν έπειτα τα διορθωτικά μέτρα. Στα σχέδια μείωσης της ζήτησης, το σημείο ελέγχου είναι γενικά ο κόμβος πηγής της κυκλοφορίας, ενώ στα σχέδια δημιουργίας πόρων, τα σημεία ελέγχου μπορεί να είναι άλλοι ενδιάμεσοι κόμβοι (ή πηγές) στο δίκτυο. Διάφοροι μηχανισμοί ανατροφοδότησης έχουν προταθεί, παραδείγματος χάριν:

- **Μηνύματα Ανατροφοδότησης** - Ρητά μηνύματα στέλνονται από τον πόρο υπό συμφόρηση στο σημείο ελέγχου. Τέτοια μηνύματα αποκαλούνται "πακέτα έμφραξης," "μηνύματα καταστολής πηγής," ή "άδειες." Οι πηγές μειώνουν τα φορτία τους με την παραλαβή πακέτων έμφραξης [3] ή μηνυμάτων καταστολής πηγής, και τα αυξάνουν εάν αυτά δεν παραλαμβάνονται. Στο ισάριθμο σχέδιο [4], οι πηγές πρέπει να περιμένουν να παραλάβουν μια άδεια πριν στείλουν ένα πακέτο. Οι κριτικοί αυτής της προσέγγισης υποστηρίζουν ότι η πρόσθετη κυκλοφορία που δημιουργείται από τα μηνύματα

ανατροφοδότησης και τις άδειες κατά τη διάρκεια βαρύ φορτίου μπορεί να επιδεινώσει τη συμφόρηση.

- **Ανατροφοδότηση στα Μηνύματα Δρομολόγησης** - Κάθε ενδιάμεσος πόρος στέλνει το επίπεδο του φορτίου του (τυπικά όσον αφορά το μήκος της ουράς αναμονής ή την καθυστέρηση) σε όλους τους γειτονικούς κόμβους, οι οποίοι έπειτα ρυθμίζουν το επίπεδο της κυκλοφορίας που στέλνεται σε εκείνο τον πόρο. Η προσαρμοστική δρομολόγηση καθυστέρησης που χρησιμοποιείται στο ARPANET συγχρόνως είναι ένα παράδειγμα αυτής της προσέγγισης. Αυτή η μέθοδος θεμελιώθηκε για να παράγει πάρα πολλά μηνύματα δρομολόγησης, εφόσον ο ρυθμός αλλαγής της καθυστέρησης μέσω ενός κόμβου ήταν πολύ γρηγορότερος από τον ρυθμό στον οποίο ο έλεγχος θα μπορούσε να επηρεάζεται.
- **Απορρίπτοντας την Περαιτέρω Κυκλοφορία** - Σε αυτήν την προσέγγιση, δε στέλνονται ρητά μηνύματα. Εντούτοις, τα εισερχόμενα πακέτα είναι είτε χαμένα ή μη αναγνωρισμένα, δημιουργώντας με αυτόν τον τρόπο μια πίεση προς τα πίσω. Αυτό έχει ως αποτέλεσμα οι ουρές αναμονής να χτίζονται σε άλλους κόμβους, οι οποίοι έπειτα πιέζουν προς τα πίσω τους γείτονές τους. Η πίεση προς τα πίσω ταξιδεύει αργά προς την πηγή. Αυτή η τεχνική είναι χρήσιμη μόνο εάν η συμφόρηση διαρκεί κατά μια πολύ σύντομη διάρκεια. Διαφορετικά, η κυκλοφορία που δεν χρησιμοποιεί ακόμη τους πόρους υπό συμφόρηση επηρεάζεται άδικα από την πίεση προς τα πίσω που διαδίδεται μέσω του δικτύου.
- **Πακέτα Διερεύνησης** - Αυτά απαιτούν οι πηγές να στέλνουν πακέτα διερεύνησης μέσω του δικτύου και να ρυθμίζουν τα φορτία τους, ανάλογα με την καθυστέρηση που βιώνεται από τα πακέτα διερεύνησης.
- **Τομείς Ανατροφοδότησης στα Πακέτα** - Αυτή η προσέγγιση αποφεύγει τα γενικά έξοδα που προκαλούνται από τα μηνύματα ανατροφοδότησης συμπεριλαμβάνοντας την ανατροφοδότηση σε έναν ειδικό τομέα σε όλα τα πακέτα. Η ανατροφοδότηση μπορεί να συμπεριληφθεί είτε στα πακέτα που ακολουθούν την αντίστροφη κατεύθυνση (προς την πηγή συμφόρησης της κυκλοφορίας) [5] [6] ή την κατεύθυνση προς τα μπρος (προς τον προορισμό), η οποία έπειτα μεταδίδει τις πληροφορίες στην πηγή [7].

Διάφορες εναλλακτικές λύσεις για τη θέση του ελέγχου έχουν επίσης προταθεί:

- **Στρώμα Μεταφοράς** - Η κυκλοφορία παράγεται από τα συστήματα τέλους, επομένως, είναι στην καλύτερη θέση για να ρυθμίσουν το φορτίο με αποτελεσματικό τρόπο. Τα δυναμικά σχέδια παραθύρου είναι ένα παράδειγμα τέτοιων ελέγχων στο στρώμα μεταφοράς. Εάν το δίκτυο και τα συστήματα τέλους είναι υπό διαφορετικό διαχειριστικό έλεγχο, όπως στα δημόσια δίκτυα, ο έλεγχος μπορεί να ασκείται μεταξύ του πρώτου και του τελευταίου ενδιάμεσου συστήματος – είσοδος σε έξοδο ή εξοπλισμός μεταδόσεων δεδομένων (DCE) σε DCE - αντί μεταξύ των συστημάτων τέλους.
- **Πρόσβαση Δικτύου** - Όπως τα φανάρια στις ράμπες εισόδων μερικών εθνικών οδών, ο έλεγχος πρόσβασης στο στρώμα δικτύου του κόμβου πηγής επιτρέπει στη νέα κυκλοφορία να εισέλθει στο δίκτυο μόνο εάν το δίκτυο δεν είναι υπό συμφόρηση. Παραδείγματος χάριν, το σχέδιο απομονωτή εισόδου με όριο [8]

το κάνει αυτό θέτοντας τα κατάλληλα όρια στους απομονωτές που διατίθενται στην κυκλοφορία που δημιουργείται στον κόμβο και στη μεταβατική κυκλοφορία.

- **Στρώμα Δικτύου** - Οι δρομολογητές και οι πύλες, εάν βρίσκονται υπό συμφόρηση, μπορούν να λάβουν άμεσα μέτρα μειώνοντας τις υπηρεσίες τους στις πηγές που στέλνουν περισσότερο από το δίκαιο μερίδιό τους. Το σχέδιο δίκαιας ουράς αναμονής [9], διάφορα σχέδια κατηγορίας απομονωτών, και ο αλγόριθμος διαρρέοντος κάδου [10] είναι παραδείγματα αυτής της προσέγγισης. Αυτά τα σχέδια είναι ιδιαίτερα χρήσιμα για τα δημόσια δίκτυα, τα οποία μπορεί να μην είναι σε θέση να εξασφαλίσουν ότι τα συστήματα τέλους θα μειώσουν το φορτίο σε ένα σήμα ανατροφοδότησης συμφόρησης.
- **Στρώμα Σύνδεσης Δεδομένων** - Ο έλεγχος μπορεί επίσης να ασκηθεί στο στρώμα σύνδεσης δεδομένων σε κάθε πηγή, χρησιμοποιώντας μηχανισμούς ελέγχου ροής επιπέδου σύνδεσης δεδομένων. Η πίεση προς τα πίσω όταν έχουμε εξάντληση απομονωτών [11] είναι ένα τέτοιο σχέδιο.

Υπάρχουν διάφορες άλλες πολιτικές στα στρώματα μεταφοράς, δικτύου, και σύνδεσης δεδομένων που μπορούν να είναι χρήσιμες στον έλεγχο συμφόρησης. Αυτές οι πολιτικές συζητούνται αργότερα.

5. Γιατί Είναι το Πρόβλημα Δύσκολο;

Παρά το γεγονός ότι διάφορα σχέδια έχουν προταθεί για τον έλεγχο συμφόρησης, η αναζήτηση νέων σχεδίων συνεχίζεται. Η έρευνα σε αυτήν την περιοχή συνεχίζεται για τουλάχιστον δύο δεκαετίες [12]. Υπάρχουν δύο λόγοι για αυτό. Κατ' αρχάς, υπάρχουν απαιτήσεις για τα σχέδια ελέγχου συμφόρησης που το καθιστούν δύσκολο να πάρουμε μια ικανοποιητική λύση. Δεύτερον, υπάρχουν διάφορες πολιτικές δικτύων που επηρεάζουν τον σχεδιασμό ενός σχεδίου συμφόρησης. Κατά συνέπεια, ένα σχέδιο που αναπτύσσεται για ένα δίκτυο μπορεί να μην λειτουργήσει σε ένα άλλο δίκτυο με διαφορετική αρχιτεκτονική. Σε αυτή την ενότητα, επεξεργαζόμαστε το πρώτο ζήτημα, τις απαιτήσεις. Το δεύτερο ζήτημα, οι πολιτικές δικτύων, συζητείται στην επόμενη ενότητα.

Το σχέδιο πρέπει να έχει χαμηλά γενικά έξοδα. Ειδικότερα, δεν πρέπει να αυξήσει την κυκλοφορία κατά τη διάρκεια της συμφόρησης. Αυτός είναι ένας από τους λόγους για τους οποίους τα ρητά μηνύματα ανατροφοδότησης θεωρούνται ανεπιθύμητα. Μερικοί ερευνητές έχουν προτείνει η ανατροφοδότηση να στέλνεται μόνο κατά τη διάρκεια χαμηλού φορτίου. Κατά συνέπεια, η απουσία ανατροφοδότησης θα έδειχνε αυτόματα ένα υψηλό φορτίο. Ούτε αυτά τα σχέδια είναι επιθυμητά, δεδομένου ότι οι πόροι του δικτύου χρησιμοποιούνται επίσης για εφαρμογές μη δικτυακές. Επομένως, οι πόροι που θα καταναλώνονταν για να επεξεργαστούν αυτά τα πρόσθετα μηνύματα θα μπορούσαν να έχουν χρησιμοποιηθεί καλύτερα από αυτές τις άλλες εφαρμογές.

Το σχέδιο πρέπει να είναι δίκαιο. Η δικαιοσύνη μπορεί να μην είναι σημαντική κατά τη διάρκεια του χαμηλού φορτίου, όταν οι απαιτήσεις όλων μπορούν να ικανοποιηθούν. Εντούτοις, κατά τη διάρκεια της συμφόρησης, όταν οι πόροι είναι λιγότεροι από τη ζήτηση, είναι σημαντικό οι διαθέσιμοι πόροι να κατανέμονται δίκαια.

Ο καθορισμός της δικαιοσύνης δεν είναι τριμμενός. Διάφοροι ορισμοί έχουν προταθεί [13-16]. Εντούτοις, κανένας ορισμός δεν έχει γίνει αποδεκτός ευρέως. Παραδείγματος χάριν, μερικοί ερευνητές θεωρούν τη λιμοκτονία μερικών χρηστών άδικη [13]. Η μη κατανομή κανενός πόρου σε έναν χρήστη καλείται λιμοκτονία. Με αυτό τον ορισμό, εάν όλοι οι χρήστες παίρνουν ένα μη μηδενικό μερίδιο των πόρων, το σχέδιο είναι δίκαιο. Άλλοι υποστηρίζουν ότι ένα σχέδιο χωρίς λιμοκτονία μπορεί ακόμα να είναι άδικο εάν οι πόροι διατίθενται άνισα. Το βασικό πρόβλημα είναι ο καθορισμός του τι είναι μια ίση κατανομή πόρων σε ένα δίκτυο ευρείας περιοχής όπου διαφορετικοί χρήστες ταξιδεύουν διαφορετικές αποστάσεις. Κάποιοι θέλουν να δώσουν προτεραιότητα στην κυκλοφορία που έχει ταξιδέψει μια μεγάλη απόσταση (περισσότερα πακέτα), ενώ άλλοι θέλουν να δώσουν ίση έξοδο σε όλους τους χρήστες. Ο ορισμός των χρηστών δεν είναι επίσης σαφής. Μερικοί ερευνητές μεταχειρίζονται κάθε ζευγάρι πηγής-προορισμού ως χρήστη. Δίνοντας ίση έξοδο σε όλα τα ζευγάρια πηγής-προορισμού που περνούν μέσω ενός ενδιάμεσου κόμβου δεν εγγυάται αυτόματα ότι όλες οι συνδέσεις από μια ενιαία πηγή θα αντιμετωπιστούν δίκαια.

Το σχέδιο πρέπει να είναι ανταποκρινόμενο. Η διαθέσιμη χωρητικότητα σε ένα δίκτυο είναι μια συνεχώς μεταβαλλόμενη ποσότητα. Καθώς οι κόμβοι και οι συνδέσεις αυξάνονται ή μειώνονται, η διαθέσιμη χωρητικότητα αυξάνεται ή μειώνεται. Καθώς οι χρήστες ξεκινούν και σταματούν, η ζήτηση αυξάνεται ή μειώνεται επίσης. Το σχέδιο ελέγχου συμμόρφωσης απαιτείται για να ταιριάζει τη ζήτηση δυναμικά με τη διαθέσιμη χωρητικότητα. Κατά συνέπεια, θα πρέπει να ζητάει από τους χρήστες να αυξήσουν τη ζήτηση όταν γίνεται διαθέσιμη πρόσθετη χωρητικότητα και να τη μειώσουν εάν η ζήτηση υπερβαίνει την χωρητικότητα. Η καμπύλη ζήτησης θα πρέπει να ακολουθεί την καμπύλη χωρητικότητας πολύ στενά.

Το σχέδιο συμμόρφωσης πρέπει να δουλεύει σε άσχημο περιβάλλον. Υπό συμμόρφωση, ο ρυθμός μετάδοσης λαθών, τα πακέτα εκτός ακολουθίας, τα αδιέξοδα, και τα χαμένα πακέτα αυξάνονται σημαντικά. Το σχέδιο συμμόρφωσης πρέπει να συνεχίσει να δουλεύει παρά τις συνθήκες αυτές.

Τέλος, το σχέδιο πρέπει να είναι κοινωνικά βέλτιστο. Δηλαδή το σχέδιο πρέπει να επιτρέψει τη συνολική απόδοση δικτύου να γίνει μέγιστη. Τα σχέδια που εξετάζουν κάθε χρήστη μεμονωμένα μπορεί να είναι ατομικά, αλλά όχι κοινωνικά, βέλτιστα [17] [18]. Παραδείγματος χάριν, εάν κάθε χρήστης προσπαθεί να μεγιστοποιήσει την έξοδό του, αυτό θα μπορούσε να οδηγήσει σε μια ασταθή κατάσταση όπου το συνολικό φορτίο του δικτύου συνεχίζει να αυξάνεται.

Πρέπει να είναι σαφές από τον ανωτέρω κατάλογο απαιτήσεων ότι ο σχεδιασμός ενός σχεδίου ελέγχου συμμόρφωσης δεν είναι ένα τριμμενό πρόβλημα.

6. Πολιτικές που Επηρεάζουν το Σχέδιο Ελέγχου Συμμόρφωσης

Οποιαδήποτε απόφαση αρχιτεκτονικής ή υλοποίησης που επηρεάζει τη μία ή την άλλη πλευρά της εξίσωσης 1 επηρεάζει το σχεδιασμό ενός σχεδίου ελέγχου συμμόρφωσης. Κατά συνέπεια, οποιαδήποτε απόφαση σχεδιασμού που επηρεάζει το φορτίο (ζήτηση) ή την κατανομή των πόρων μπορεί να θεωρηθεί μέρος της γενικής στρατηγικής ελέγχου συμμόρφωσης του δικτύου. Αυτές οι αποφάσεις καλούνται πολιτικές σε αυτό το άρθρο. Ένας κατάλογος τέτοιων πολιτικών παρουσιάζεται στον πίνακα 6-1.

Η σημαντικότερη πολιτική δικτύων είναι ο μηχανισμός σύνδεσης. Υπάρχουν δύο τύποι δικτύων: προσανατολισμένα προς τη σύνδεση και χωρίς σύνδεση. Στα προσανατολισμένα προς τη σύνδεση δίκτυα, όταν εμφανίζεται μια νέα σύνδεση, κάθε ενδιάμεσος κόμβος στη διαδρομή που χρησιμοποιείται καλείται να διατηρήσει ορισμένους πόρους για τη σύνδεση. Εάν οι πόροι δεν είναι διαθέσιμοι, η σύνδεση δεν αρχίζει. Στα δίκτυα χωρίς σύνδεση, οι νέες συνδέσεις μπορούν να αρχίσουν χωρίς καμία διατήρηση πόρων στους ενδιάμεσους κόμβους. Αυτό επιτρέπει την ευελιξία να αλλαχτούν δυναμικά οι διαδρομές των υπάρχουσών συνδέσεων. Είναι σαφές ότι τα σχέδια άρνησης υπηρεσίας θα δουλέψουν στα προσανατολισμένα προς τη σύνδεση δίκτυα αλλά όχι στα δίκτυα χωρίς σύνδεση. Ομοίως, ο διαχωρισμός διαδρομών, εάν απαιτηθεί, θα πρέπει να οργανωθεί στο χρόνο εκκίνησης της συνόδου στα προσανατολισμένα προς τη σύνδεση δίκτυα, ενώ στα δίκτυα χωρίς σύνδεση, μπορεί να αρχίσει και να σταματήσει δυναμικά κατά τη διάρκεια μιας συνόδου.

Πίνακας 6-1. Πολιτικές που επηρεάζουν τη συμμόρφωση

<p>1. Στρώμα Δικτύου</p> <ul style="list-style-type: none"> • Μηχανισμός σύνδεσης • Πολιτική ουράς αναμονής πακέτου και εξυπηρέτησης • Πολιτική απόρριψης πακέτου • Πολιτική δρομολόγησης πακέτου • Πολιτική ελέγχου διάρκειας ζωής
<p>2. Στρώμα Μεταφοράς</p> <ul style="list-style-type: none"> • Αλγόριθμος υπολογισμού καθυστέρησης με επιστροφή • Αλγόριθμος λήξης χρόνου • Πολιτική αναμετάδοσης • Πολιτική αποθήκευσης πακέτου εκτός σειράς • Πολιτική επιβεβαίωσης λήψης • Πολιτική ελέγχου ροής • Πολιτική διαχείρισης απομονωτών
<p>3. Στρώμα Σύνδεσης Δεδομένων</p> <ul style="list-style-type: none"> • Πολιτική αναμετάδοσης επιπέδου σύνδεσης δεδομένων • Πολιτική ουράς αναμονής και εξυπηρέτησης επιπέδου σύνδεσης δεδομένων • Πολιτική απόρριψης πακέτου επιπέδου σύνδεσης δεδομένων • Πολιτική επιβεβαίωσης λήψης επιπέδου σύνδεσης δεδομένων • Πολιτική ελέγχου ροής επιπέδου σύνδεσης δεδομένων

Οι πολιτικές ουρών αναμονής πακέτων και εξυπηρέτησης στους ενδιάμεσους κόμβους επηρεάζουν την κατανομή των πόρων μεταξύ των χρηστών. Ένας ενδιάμεσος κόμβος μπορεί να έχει ξεχωριστές ουρές αναμονής για κάθε σύνδεση εξόδου, για κάθε σύνδεση εισόδου, ή έναν συνδυασμό των δύο [8]. Σε μερικά δίκτυα, υπάρχει μια ξεχωριστή ουρά αναμονής για κάθε πηγή και, επομένως, η δικαιοσύνη μεταξύ όλων των πηγών μπορεί να εγγυηθεί. Εντούτοις, αυτό δεν εξασφαλίζει δικαιοσύνη μεταξύ των χρηστών από την ίδια πηγή που πηγαίνουν σε διαφορετικούς προορισμούς. Εάν διατηρείται μια ξεχωριστή ουρά αναμονής για κάθε ζευγάρι πηγής-προορισμού, η

δικαιοσύνη μεταξύ των χρηστών από την ίδια πηγή σε διαφορετικούς προορισμούς μπορεί να επιτευχθεί. Έχουν προταθεί διάφορα σχέδια για να διατηρηθούν αποτελεσματικά και να εξυπηρετηθούν τέτοιες ουρές αναμονής. Ένα σχέδιο είναι να εξυπηρετηθούν οι ουρές αναμονής με σειρά round-robin [19]. Αυτό θα αναγκάσει τις ουρές αναμονής με τα μεγάλα πακέτα να πάρουν ένα μεγαλύτερο μερίδιο του εύρους ζώνης από εκείνες με τα μικρά πακέτα. Σχέδια για να αντιμετωπιστεί αυτή η αδικία έχουν επίσης προταθεί [9].

Η πολιτική απόρριψης πακέτων εξετάζει το ζήτημα ποιο πακέτο απορρίπτεται εάν υπάρχει ανεπαρκής χώρος απομονωτών σε μια ουρά αναμονής. Μερικές από τις εναλλακτικές λύσεις είναι το πρώτο πακέτο στην ουρά αναμονής, το τελευταίο πακέτο στην ουρά αναμονής (το πακέτο άφιξης), ή ένα τυχαία επιλεγμένο πακέτο. Η επιλογή εξαρτάται από τον τύπο της εφαρμογής. Για τις επικοινωνίες πραγματικού χρόνου, όσο παλαιότερο είναι το μήνυμα, τόσο λιγότερο πολύτιμο είναι. Επομένως, είναι καλύτερο να απορριφθούν τα πακέτα στο κεφάλι της ουράς αναμονής. Αυτός ο τύπος κυκλοφορίας έχει ονομασθεί "γάλα," και έρχεται σε αντίθεση με την κυκλοφορία αρχείου και την τερματικού, η οποία έχει ονομασθεί "κρασί" επειδή τα παλαιότερα μηνύματα είναι πολυτιμότερα από νεότερα [20]. Για να εξασφαλίσουν δικαιοσύνη, μερικοί έχουν προτείνει τυχαία απόρριψη, αλλά άλλοι έχουν αμφισβητήσει την αποτελεσματικότητά της [21].

Η πολιτική επιλογής διαδρομής γενικά, και ειδικότερα η πολιτική διαχωρισμού διαδρομής, επηρεάζουν την κατανομή των πόρων και, ως εκ τούτου, τη συμφόρηση στο δίκτυο. Στα περισσότερα δίκτυα σήμερα, μια διαδρομή χαμηλής ταχύτητας θα είναι ολικά αχρησιμοποίητη ακόμα κι αν μια παράλληλη διαδρομή υψηλής ταχύτητας είναι υπό συμφόρηση. Ο διαχωρισμός διαδρομής εκτελείται μόνο κατά μήκος διαδρομών ίδιας ταχύτητας ή κατά μήκος παράλληλων συνδέσεων που συνδέουν τους ίδιους κόμβους (ένα πηδύμα).

Οι πολιτικές ελέγχου διάρκειας ζωής επηρεάζουν το χρονικό διάστημα που ένα πακέτο μένει στο δίκτυο πριν απορριφθεί. Μπορούν να υπάρξουν πάρα πολλές περιττές αναμεταδόσεις (ως εκ τούτου φορτίο) εάν η διάρκεια ζωής είναι είτε πάρα πολύ μικρή είτε πάρα πολύ μεγάλη.

Οι αλγόριθμοι εκτίμησης καθυστέρησης μ' επιστροφή και υπολογισμού διαστήματος χρονικού διαλείμματος που χρησιμοποιούνται από το πρωτόκολλο μεταφοράς έχουν επίσης σημαντική επίδραση. Στην πραγματικότητα, η εύρεση ενός καλού αλγορίθμου για τον υπολογισμό της καθυστέρησης μ' επιστροφή όταν παρουσιαστεί απώλεια πακέτων είναι το πρώτο βήμα προς την εύρεση μιας λύσης για τον έλεγχο συμφόρησης [2] [22] [23]. Η μείωση της πιθανότητας των ψεύτικων συναγερμών χρονικού διαλείμματος χρησιμοποιώντας το μέσο όρο καθώς επίσης και τη διακύμανση της καθυστέρησης μ' επιστροφή βελτιώνει επίσης την αποδοτικότητα των μηχανισμών ελέγχου συμφόρησης που χρησιμοποιούν [22].

Ο αριθμός των πακέτων που αναμεταδίδονται σε μια απώλεια πακέτου επηρεάζει τη σταθερότητα των σχεδίων συμφόρησης που βασίζονται στα χρονικά διαλείμματα. Ο βέλτιστος αριθμός μπορεί να εξαρτηθεί από την πολιτική αποθήκευσης των πακέτων εκτός σειράς στον προορισμό. Εάν η λαμβάνουσα μεταφορά δεν αποθηκεύει τα πακέτα εκτός σειράς, η απώλεια ενός απλού πακέτου μπορεί να απαιτήσει την αναμετάδοση ολόκληρου του παραθύρου. Εντούτοις, μια σύγκριση διάφορων εναλλακτικών λύσεων έδειξε ότι εάν η απώλεια του πακέτου οφείλεται στη συμφόρηση, είναι καλύτερο να αναμεταδοθεί μόνο ένα πακέτο ανεξάρτητα από την πολιτική αποθήκευσης στον προορισμό.

Η πολιτική βεβαίωσης λήψης πακέτων επηρεάζει την καθυστέρηση ανατροφοδότησης στις πληροφορίες συμφόρησης που φθάνουν πίσω στην πηγή. Εάν

επιβεβαιώνεται η λήψη κάθε πακέτου, μπορεί να υπάρξει πάρα πολλή κυκλοφορία, αλλά η ανατροφοδότηση συμφόρησης είναι γρήγορη. Εάν μερικές επιβεβαιώσεις λήψης παρακρατούνται, το φορτίο λόγω των επιβεβαιώσεων λήψης είναι λιγότερο, αλλά η ανατροφοδότηση συμφόρησης καθυστερεί περισσότερο.

Η πολιτική ελέγχου ροής που χρησιμοποιείται στο στρώμα μεταφοράς επηρεάζει επίσης το σχεδιασμό του σχεδίου ελέγχου συμφόρησης. Για μια σύγκριση διάφορων πολιτικών ελέγχου ροής, δείτε Maxemchuk και Zarki [24]. Εν συντομία, υπάρχουν δύο σημαντικές κατηγορίες σχεδίων ελέγχου ροής: αυτές που βασίζονται στο παράθυρο και αυτές που βασίζονται στον ρυθμό. Σε ένα σχέδιο που βασίζεται στο παράθυρο, ο προορισμός καθορίζει τον αριθμό πακέτων που μια πηγή μπορεί να στείλει. Αυτό βοηθά να λυθεί το πρόβλημα έλλειψης απομονωτών στον προορισμό. Η πηγή μπορεί περαιτέρω να μειώσει το παράθυρο ως απάντηση σε ένα σήμα ανατροφοδότησης συμφόρησης από το δίκτυο. Στο σχέδιο που βασίζεται στον ρυθμό, ο προορισμός καθορίζει ένα μέγιστο ρυθμό πακέτων ανά δευτερόλεπτο ή bits ανά δευτερόλεπτο που η πηγή επιτρέπεται για να στείλει. Η σύγχρονη τάση είναι προς στα σχέδια ελέγχου ροής που βασίζονται στον ρυθμό.

Η επιλογή μεταξύ των σχεδίων ελέγχου ροής που βασίζονται στο παράθυρο και στον ρυθμό εξαρτάται μερικώς από τον πόρο κυκλοφοριακής συμφόρησης στον προορισμό. Η χωρητικότητα μνήμης μετρίεται από τον αριθμό των πακέτων που μπορούν να αποθηκευτούν. Η ικανότητα επεξεργασίας από τον ρυθμό στον οποίο τα πακέτα μπορούν να επεξεργαστούν. Το εύρος ζώνης της συνδέσης με τον αριθμό bits ανά δευτερόλεπτο που μπορούν να μεταδοθούν. Κατά συνέπεια, εάν ο προορισμός αποθηκεύει τα πακέτα που λαμβάνονται σε δίσκο, μπορεί να περιοριστεί από τον ρυθμό μεταφοράς του δίσκου. Επομένως, είναι καλύτερο να χρησιμοποιηθούν σχέδια ελέγχου ροής που βασίζονται στον ρυθμό. Αφ' ετέρου, εάν ο προορισμός έχει πολύ λίγη μνήμη, μπορεί να θελήσει να χρησιμοποιήσει ένα σχέδιο ελέγχου ροής που βασίζεται στο παράθυρο και να περιορίσει τον αριθμό των πακέτων που μπορεί να λάβει σε μια χρονική στιγμή. Παρόμοιες θεωρήσεις χρησιμοποιούνται στην επιλογή της μονάδας μέτρησης για την έκφραση του ρυθμού. Οι επιλογές είναι πακέτα ανά δευτερόλεπτο ή bits ανά δευτερόλεπτο. Εάν η κυκλοφοριακή συμφόρηση είναι η σύνδεση ή μια παρόμοια συσκευή της οποίας η χωρητικότητα εκφράζεται σε bits ανά δευτερόλεπτο, το όριο του ρυθμού πρέπει να καθοριστεί σε bits ανά δευτερόλεπτο. Αφ' ετέρου, εάν η συσκευή κυκλοφοριακής συμφόρησης είναι ένας επεξεργαστής, ο οποίος απαιτεί ένα σταθερό χρονικό διάστημα ανά πακέτο ανεξάρτητα από το μέγεθος, ο ρυθμός πρέπει να εκφραστεί σε πακέτα ανά δευτερόλεπτο.

Η πολιτική διαχείρισης απομονωτών στη μεταφορά προορισμού επηρεάζει επίσης το ρυθμό στον οποίο τα πακέτα μπορούν να γίνουν αποδεκτά στον προορισμό και, ως εκ τούτου, το επίπεδο συμφόρησης στο δίκτυο [25]. Οι απομονωτές μπορούν να είναι τοποθετημένοι στο χώρο του συστήματος ή στο χώρο του χρήστη. Μπορούν να είναι καταμερισμένοι ή να μην είναι καταμερισμένοι. Οι απομονωτές μπορούν να είναι ενός μεγέθους ή πολλαπλών μεγεθών. Η πολιτική πιστωτικής κατανομής μπορεί να είναι απαισιόδοξη ή αισιόδοξη. Σε μια απαισιόδοξη περίπτωση, το άθροισμα όλων των παραθύρων που επιτρέπονται από τον κόμβο δεν θα είναι ποτέ μεγαλύτερο από το διαθέσιμο χώρο. Σε ένα αισιόδοξο σχέδιο, ο κόμβος θα διαθέσει περισσότερα παράθυρα από το διαθέσιμο χώρο των απομονωτών. Αυτό επιτρέπει μια υψηλότερη έξοδο με μια μικρότερη πιθανότητα να χαθούν μερικά πακέτα σε περιπτώσεις όπου όλα τα παράθυρα θα χρησιμοποιούνται. Εάν οι απομονωτές είναι τοποθετημένοι στο χώρο του χρήστη, ο καταμερισμός και η αισιόδοξία είναι λιγότερο πιθανά από το εάν είναι στο χώρο του συστήματος.

Οι πολιτικές επιπέδου σύνδεσης στοιχείων είναι παρόμοιες με τις πολιτικές στρώματος μεταφοράς εκτός από το ότι εφαρμόζονται σε κάθε πήδημα στο δίκτυο. Παραδείγματος χάριν, τα ενδιάμεσα συστήματα στο δίκτυο μπορούν να έχουν την αποθήκευση πακέτων, τις αναγνωρίσεις, την αναμετάδοση, και τις πολιτικές ελέγχου ροής τους. Όλα αυτά θα επηρεάσουν το σχεδιασμό του σχεδίου ελέγχου συμφόρησης.

Εν περιλήψει, υπάρχει ένας μεγάλος αριθμός αρχιτεκτονικών αποφάσεων που επηρεάζουν το σχεδιασμό ενός σχεδίου ελέγχου συμφόρησης. Γι' αυτό οι αναλυτές που συγκρίνουν το ίδιο σύνολο εναλλακτικών λύσεων μπορούν να φτάσουν σε διαφορετικά συμπεράσματα. Ένα σχέδιο που δουλεύει σε ένα δίκτυο μπορεί να μη δουλεύει εξίσου καλά σε άλλα δίκτυα. Μερικές παράμετροι ή λεπτομέρειες του σχεδίου μπορεί να πρέπει να αλλάχουν.

7. Μορφοποίηση Κίνησης

Ένας από τους κύριους λόγους συμφόρησης είναι το ότι η κίνηση είναι συχνά καταγιγιστική. Εάν ήταν δυνατό να μεταδίδουν οι host με ομοιόμορφο ρυθμό, η συμφόρηση θα ήταν σπανιότερη. Μια άλλη μέθοδος ανοικτού βρόχου που βοηθά στον χειρισμό της συμφόρησης είναι το να επιβάλλεται να μεταδίδονται τα πακέτα μ' έναν περισσότερο προβλέψιμο ρυθμό. Αυτή η μέθοδος διαχείρισης της συμφόρησης χρησιμοποιείται ευρέως στα δίκτυα ATM και αποκαλείται μορφοποίηση κίνησης (traffic shaping).

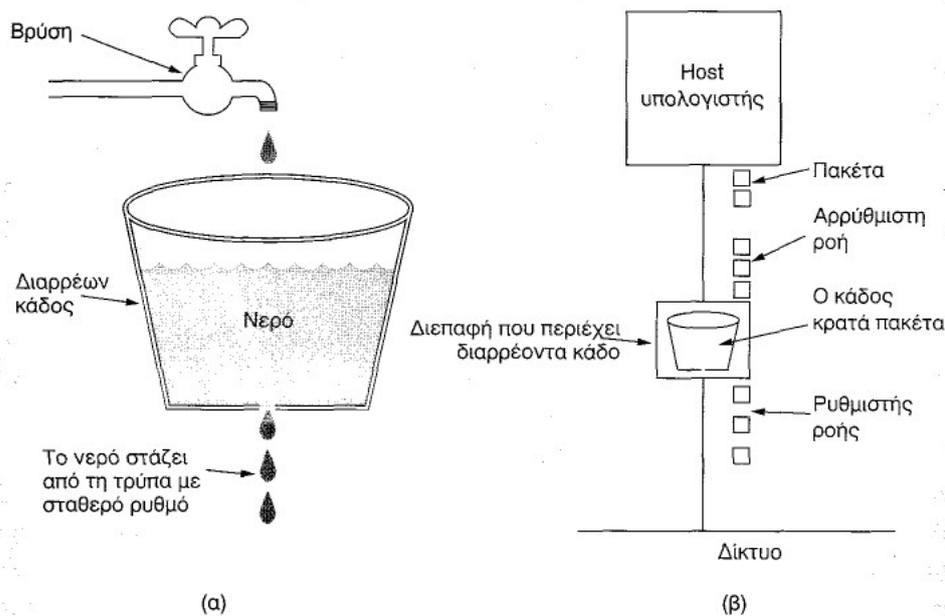
Η μορφοποίηση κίνησης ρυθμίζει τον μέσο ρυθμό (και την καταγιγιστικότητα) της μετάδοσης δεδομένων. Αντίθετα, τα πρωτόκολλα ολισθαίνοντος παραθύρου περιορίζουν την ποσότητα δεδομένων που βρίσκονται σε κίνηση κάποια χρονική στιγμή και όχι τον ρυθμό με τον οποίο στέλνονται. Όταν εγκαθίσταται ένα νοητό κύκλωμα, ο χρήστης και το υποδίκτυο (δηλαδή, ο πελάτης και ο τηλεπικοινωνιακός φορέας) συμφωνούν σε μία συγκεκριμένη μορφή κίνησης για το κύκλωμα αυτό. Για όσο διάστημα ο πελάτης τηρεί τη δική του πλευρά της συμφωνίας και στέλνει πακέτα μόνο σύμφωνα με τη σύμβαση, ο τηλεπικοινωνιακός φορέας υπόσχεται να τα παραδίδει όλα εγκαίρως. Η μορφοποίηση κίνησης μειώνει τη συμφόρηση και βοηθά έτσι τον τηλεπικοινωνιακό φορέα να κρατήσει την υπόσχεση του. Αυτού του είδους συμφωνίες δεν είναι και τόσο σημαντικές για τις μεταφορές αρχείων, αλλά είναι πολύ σπουδαίες για δεδομένα πραγματικού χρόνου, όπως οι συνδέσεις ήχου και βίντεο, οι οποίες δεν ανέχονται εύκολα τη συμφόρηση.

Στην πραγματικότητα, με τη μορφοποίηση κίνησης ο πελάτης λέει στον τηλεπικοινωνιακό φορέα: "Η μορφή μετάδοσης μου θα μοιάζει μ' αυτή. Μπορείς να τη χειρισθείς;" Εάν ο τηλεπικοινωνιακός φορέας συμφωνήσει, ανακύπτει το πρόβλημα του τρόπου με τον οποίο ο φορέας θα καθορίζει το κατά πόσον ο πελάτης τηρεί τη συμφωνία και του τι θα κάνει εάν αυτό δεν συμβαίνει. Η παρακολούθηση της ροής της κίνησης αποκαλείται αστυνόμηση κίνησης (traffic policing). Η συμφωνία πάνω σε μια μορφή κίνησης και η αστυνόμηση της κατόπιν είναι ευκολότερες στα υποδίκτυα νοητών κυκλωμάτων απ' ό,τι στα υποδίκτυα δεδομενογραφημάτων. Ωστόσο, ακόμη και στα υποδίκτυα δεδομενογραφημάτων, μπορούν να εφαρμοστούν οι ίδιες ιδέες σε συνδέσεις του στρώματος μεταφοράς.

Αλγόριθμος Διαρρέοντος Κάδου

Φαντασθείτε έναν κάδο με μία μικρή οπή στον πυθμένα του, όπως φαίνεται στο Σχ. 7-1(α). Ασχέτως του ρυθμού με τον οποίο εισέρχεται το νερό στον κάδο, η ροή εξόδου έχει σταθερό ρυθμό, ρ , όταν υπάρχει νερό και μηδέν όταν ο κάδος είναι άδειος. Επίσης, από τη στιγμή που ο κάδος είναι γεμάτος, το επιπλέον νερό ξεχειλίζει και χάνεται (δηλαδή, δεν εμφανίζεται στη ροή εξόδου κάτω από την οπή).

Η ίδια ιδέα μπορεί να εφαρμοσθεί σε πακέτα, όπως φαίνεται στο Σχ. 7-1(β). Θεωρητικά, ο κάθε host συνδέεται με το δίκτυο μέσω διεπαφής που συμπεριλαμβάνει έναν διαρρέοντα κάδο, δηλαδή, μία πεπερασμένη εσωτερική ουρά. Εάν ένα πακέτο φθάσει στην ουρά όταν αυτή είναι γεμάτη, το πακέτο απορρίπτεται.



Σχ. 7-1. (α) Διαρρέων κάδος με νερό. (β) Διαρρέων κάδος με πακέτα.

Μ' άλλα λόγια, εάν μία ή περισσότερες διεργασίες μέσα στον host προσπαθήσουν να στείλουν ένα πακέτο όταν έχει αποθηκευθεί στην ουρά ο μέγιστος δυνατός αριθμός, το νέο πακέτο απορρίπτεται άδοξα. Αυτή η διευθέτηση μπορεί να ενσωματωθεί στο υλικό ή να εξομοιωθεί από το λειτουργικό σύστημα του host. Προτάθηκε πρώτα από τον Turner (1986) και αποκαλείται αλγόριθμος διαρρέοντος κάδου (leaky bucket algorithm). Στην πραγματικότητα, δεν είναι τίποτα περισσότερο από ένα σύστημα αναμονής μονού εξυπηρετητή με σταθερό χρόνο εξυπηρέτησης.

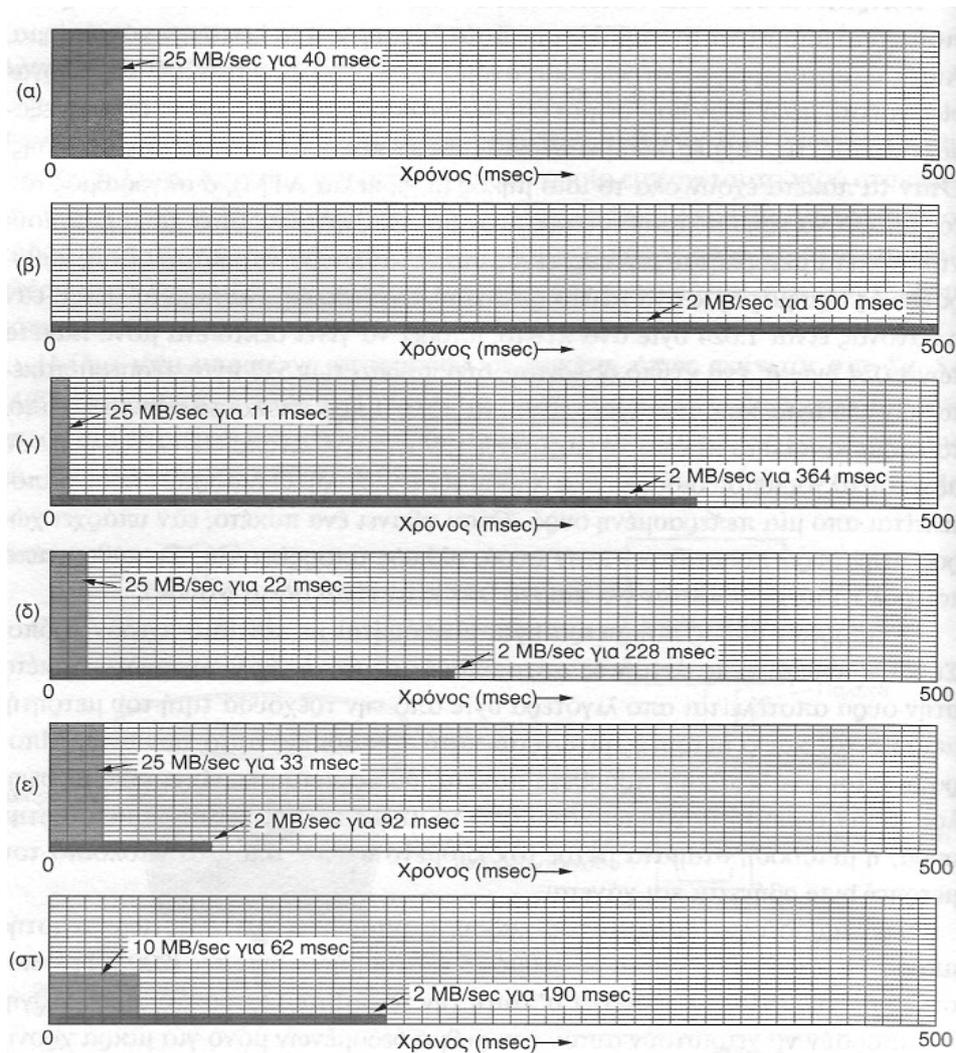
Επιτρέπεται στον host να τοποθετεί στο δίκτυο ένα πακέτο ανά κύκλο ρολογιού. Αυτό μπορεί να το επιβάλλει η κάρτα διεπαφής ή το λειτουργικό σύστημα. Αυτός ο μηχανισμός μετατρέπει μια ανομοιογενή ροή πακέτων από τις διεργασίες χρήστη μέσα στον host σε μια ομοιογενή ροή πακέτων προς το δίκτυο, εξομαλύνοντας τις αιχμές και μειώνοντας κατά πολύ το επίπεδο συμφόρησης. Όταν τα πακέτα έχουν όλα το ίδιο μήκος (π.χ., κελιά ATM), ο αλγόριθμος αυτός μπορεί να χρησιμοποιηθεί όπως περιγράφηκε. Ωστόσο, όταν χρησιμοποιούνται πακέτα

μεταβλητού μήκους, είναι συχνά καλύτερο να υπάρχει ένας καθορισμένος αριθμός byte ανά κτύπο ρολογιού, αντί απλώς ένα πακέτο. Έτσι, εάν ο κανόνας είναι 1.024 byte ανά κτύπο, μπορεί να γίνει δεκτό ένα μονό πακέτο των 1.024 byte σ' ένα κτύπο ρολογιού, δύο πακέτα των 512 byte, τέσσερα πακέτα των 256 byte, κοκ. Εάν έχει μείνει ένα πολύ μικρό υπόλοιπο από το πακέτο, το επόμενο πακέτο πρέπει να περιμένει τον επόμενο κτύπο. Η υλοποίηση του αρχικού αλγορίθμου διαρρέοντος κάδου είναι εύκολη. Ο διαρρέων κάδος αποτελείται από μία πεπερασμένη ουρά. Όταν φθάνει ένα πακέτο, εάν υπάρχει χώρος στην ουρά προστίθεται στην ουρά. αλλιώς απορρίπτεται. Σε κάθε κτύπο του ρολογιού, μεταδίδεται ένα πακέτο (εκτός αν είναι άδεια η ουρά).

Ο διαρρέων κάδος που μετρά byte υλοποιείται με τον ίδιο σχεδόν τρόπο. Σε κάθε κτύπο, ένας μετρητής αρχικοποιείται στο n . Εάν το πρώτο πακέτο στην ουρά αποτελείται από λιγότερα byte από την τρέχουσα τιμή του μετρητή, μεταδίδεται και ο μετρητής μειώνεται κατά τον αριθμό αυτό των byte. Μπορούν επίσης να σταλούν πρόσθετα πακέτα, όσο ο μετρητής είναι αρκετά υψηλός. Όταν ο μετρητής πέφτει κάτω από το μήκος του επόμενου πακέτου στην ουρά, η μετάδοση σταματά μέχρι τον επόμενο κτύπο, όπου το υπόλοιπο του μετρητή byte σβήνεται και χάνεται.

Σαν παράδειγμα διαρρέοντος κάδου, φαντασθείτε ότι ένας υπολογιστής μπορεί να παράγει δεδομένα με ρυθμό 25 εκατομμύρια byte/sec (200 Mbps) και ότι το δίκτυο επίσης λειτουργεί σ' αυτή την ταχύτητα. Ωστόσο, οι δρομολογητές μπορούν να χειριστούν αυτόν τον ρυθμό δεδομένων μόνο για μικρά χρονικά διαστήματα. Για μεγάλα διαστήματα, λειτουργούν καλύτερα σε ρυθμούς που δεν ξεπερνούν τα 2 εκατομμύρια byte/sec. Τώρα υποθέστε ότι τα δεδομένα εισέρχονται σε καταιγισμούς μήκους 1 εκατομμυρίου byte και διάρκειας 40 msec κάθε δευτερόλεπτο. Για να μειωθεί ο μέσος ρυθμός στα 2 MB/sec, θα μπορούσαμε να χρησιμοποιήσουμε τον διαρρέοντα κάδο με $\rho = 2$ MB/sec και χωρητικότητα, $C = 1$ MB. Αυτό σημαίνει ότι αιχμές μέχρι και 1 MB μπορούν να αντιμετωπισθούν χωρίς απώλειες και ότι τέτοιες αιχμές απλώνονται στα 500 msec, ασχέτως του πόσο γρήγορα εισέρχονται.

Στο Σχ. 7-2(α) βλέπουμε την είσοδο στον διαρρέοντα κάδο που λειτουργεί στα 25 MB/sec για 40 msec. Στο Σχ. 7-2(β) βλέπουμε την έξοδο να απορροφάται με ομοιόμορφο ρυθμό των 2 MB/sec για 500 msec.

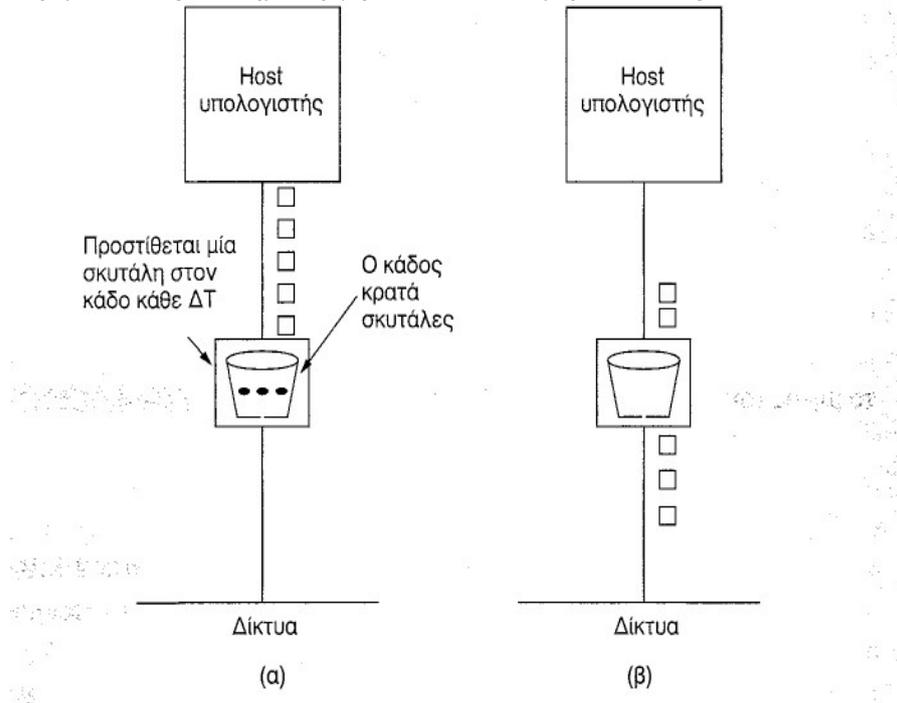


Σχ. 7-2. (α) Είσοδος στον διαρρέοντα κάδο. (β) Έξοδος από διαρρέοντα κάδο. (γ) - (ε) Έξοδος από διαρρέοντα κάδο με σκυτάλη για χωρητικότητες 250 KB, 500 KB και 750 KB. (στ) Έξοδος από διαρρέοντα κάδο με σκυτάλη των 500 KB που τροφοδοτεί διαρρέοντα κάδο των 10 MB/sec.

Αλγόριθμος Κάδου με Σκυτάλη

Ο αλγόριθμος διαρρέοντος κάδου εφαρμόζει μέθοδο που επιβάλλει μια αυστηρή μορφή εξόδου στον μέσο ρυθμό, άσχετα με το πόσο καταγιωτική είναι η κίνηση. Για πολλές εφαρμογές είναι καλύτερα να επιτρέψουμε επιτάχυνση του ρυθμού εξόδου όταν φθάνουν μεγάλοι καταγιωμοί, οπότε απαιτείται ένας περισσότερο ευέλικτος αλγόριθμος, κατά προτίμηση ένας που δεν χάνει ποτέ δεδομένα. Ένας τέτοιος αλγόριθμος είναι ο αλγόριθμος κάδου με σκυτάλη (token bucket algorithm). Σ' αυτόν τον αλγόριθμο, ο διαρρέον κάδος κρατά σκυτάλες που δημιουργούνται από ένα ρολόι με ρυθμό μία σκυτάλη κάθε ΔT sec. Στο Σχ. 7-3(α) βλέπουμε έναν κάδο που κρατά τρεις σκυτάλες, ενώ πέντε πακέτα περιμένουν να μεταδοθούν. Ένα

πακέτο, για να μεταδοθεί, πρέπει να πιάσει μια σκυτάλη. Στο Σχ. 7-3(β) βλέπουμε ότι τα τρία από τα πέντε πακέτα έχουν περάσει, αλλά τ' άλλα δύο έχουν κολλήσει περιμένοντας να δημιουργηθούν δύο ακόμη σκυτάλες.



Σχ. 7-3. Ο αλγόριθμος του κάδου με σκυτάλη, (α) Πριν. (β) Μετά.

Ο αλγόριθμος του κάδου με σκυτάλη παρέχει έναν διαφορετικό τρόπο μορφοποίησης της κίνησης απ' ό τι ο αλγόριθμος του διαρρέοντος κάδου. Ο αλγόριθμος του διαρρέοντος κάδου δεν επιτρέπει σε αδρανείς host να παρακρατήσουν άδεια ώστε να στείλουν αργότερα μεγάλους καταιγισμούς. Ο αλγόριθμος του κάδου με σκυτάλη επιτρέπει την παρακράτηση, μέχρι το μέγιστο μέγεθος του κάδου, το n . Η ιδιότητα αυτή σημαίνει ότι οι καταιγισμοί μέχρι n πακέτα μπορούν να σταλούν αμέσως, επιτρέποντας κάποια μορφή καταιγισμού στο συρμό εξόδου και δίδοντας ταχύτερη απόκριση σε ξαφνικούς καταιγισμούς της εισόδου. Μία άλλη διαφορά μεταξύ των δύο αλγορίθμων είναι ότι αλγόριθμος του κάδου με σκυτάλη πετά τις σκυτάλες όταν γεμίσει ο κάδος, αλλά ποτέ δεν πετά πακέτα. Αντίθετα, ο αλγόριθμος του διαρρέοντος κάδου πετά τα πακέτα μόλις γεμίσει ο κάδος.

Και σ' αυτό το σημείο είναι δυνατή μια ελαφρά παραλλαγή, στην οποία κάθε σκυτάλη αντιπροσωπεύει το δικαίωμα αποστολής όχι ενός πακέτου, αλλά k πακέτων. Ένα πακέτο μπορεί να μεταδοθεί μόνο αν υπάρχουν αρκετές σκυτάλες διαθέσιμες ώστε να καλύψουν το μέγεθος του σε byte. Κλασματικές σκυτάλες κρατούνται για μελλοντική χρήση.

Οι αλγόριθμοι του διαρρέοντος κάδου και του κάδου με σκυτάλη μπορούν επίσης να χρησιμοποιηθούν για να εξομαλυνθεί η κίνηση μεταξύ δρομολογητών, καθώς επίσης και για να ρυθμίζουν την έξοδο των host, όπως στα παραδείγματα μας. Ωστόσο, μια σαφής διαφορά είναι ότι ένας κάδος με σκυτάλη που ρυθμίζει έναν host μπορεί να κάνει τον host να σταματήσει να στέλνει, εάν οι κανόνες λένε ότι έτσι πρέπει. Το να διατάξεις έναν host να σταματήσει να στέλνει ενώ η είσοδος του συνεχίζει, μπορεί να έχει ως αποτέλεσμα την απώλεια δεδομένων.

Η υλοποίηση του βασικού αλγορίθμου του κάδου με σκυτάλη είναι απλώς μία μεταβλητή που μετρά σκυτάλες. Ο μετρητής αυξάνει κατά ένα κάθε ΔT και μειώνεται κατά ένα κάθε φορά που στέλνεται ένα πακέτο. Όταν ο μετρητής φθάνει στο μηδέν, δεν μπορεί να σταλεί κανένα πακέτο. Στην παραλλαγή που μετριοούνται byte, ο μετρητής αυξάνει κατά k byte κάθε ΔT και μειώνεται κατά το μήκος του κάθε πακέτου που στέλνεται.

Αυτό που κάνει στην ουσία ο κάδος με σκυτάλη είναι το να επιτρέπει καταιγισμούς, αλλά μέχρις ενός ρυθμιζόμενου μέγιστου μήκους. Κοιτάξτε το Σχ. 7-2(γ), για παράδειγμα. Εδώ έχουμε έναν κάδο με σκυτάλη με χωρητικότητα 250 KB. Οι σκυτάλες φθάνουν με ρυθμό που επιτρέπει έξοδο στα 2 MB/sec. Αν υποθεθεί ότι ο κάδος με σκυτάλη είναι γεμάτος όταν φθάνει ο καταιγισμός του 1 MB, ο κάδος μπορεί να στείλει με τον πλήρη ρυθμό των 25 MB/sec για περίπου 11 msec. Μετά πρέπει να περιορισθεί στα 2 MB/sec μέχρι να σταλεί ο πλήρης καταιγισμός εισόδου.

Ο υπολογισμός του μήκους του καταιγισμού στον μέγιστο ρυθμό είναι λίγο δύσκολος. Δεν είναι απλώς το 1 MB διαιρεμένο με 25 MB/sec, επειδή ενώ μεταδίδεται ο καταιγισμός, φθάνουν επιπλέον σκυτάλες. Αν ονομάσουμε το μήκος του καταιγισμού S sec, τη χωρητικότητα του κάδου με σκυτάλη C byte, τον ρυθμό αφίξεων σκυταλών ρ byte/sec και τον μέγιστο ρυθμό εξόδου M byte/sec, βλέπουμε ότι ένας καταιγισμός εξόδου περιέχει ένα μέγιστο των $C + \rho S$ byte. Επίσης γνωρίζουμε ότι ο αριθμός των byte σε καταιγισμούς μέγιστης ταχύτητας μήκους S sec είναι MS . Έτσι έχουμε $C + \rho S = MS$

Μπορούμε να επιλύσουμε την εξίσωση αυτή για να πάρουμε $S = C / (M - \rho)$. Με τις δικές μας παραμέτρους $C = 250$ KB, $M = 25$ MB/sec και $\rho = 2$ MB/sec, παίρνουμε χρόνο καταιγισμού περίπου 11 msec. Τα Σχ. 7-2(δ) και Σχ. 7-2(ε) δείχνουν τον κάδο με σκυτάλη για χωρητικότητες των 500 KB και 750 KB, αντίστοιχα.

Ένα ενδεχόμενο πρόβλημα με τον αλγόριθμο του κάδου με σκυτάλη είναι ότι επιτρέπει και πάλι μεγάλους καταιγισμούς, παρότι το μέγιστο διάστημα καταιγισμού μπορεί να ρυθμισθεί με προσεκτική επιλογή των ρ και M . Συχνά είναι επιθυμητό να μειωθεί ο μέγιστος ρυθμός, αλλά χωρίς να γυρίσουμε στη χαμηλή τιμή του αρχικού διαρρέοντος κάδου.

Ένας τρόπος να πάρουμε περισσότερο ομαλή κίνηση είναι να βάλουμε έναν διαρρέοντα κάδο μετά από τον κάδο με σκυτάλη. Ο ρυθμός του διαρρέοντος κάδου θα πρέπει να είναι υψηλότερος από το ρ του κάδου με σκυτάλη αλλά χαμηλότερος από τον μέγιστο ρυθμό του δικτύου. Το Σχ. 7-2(στ) δείχνει την έξοδο ενός κάδου με σκυτάλη των 500 KB ακολουθούμενη από έναν διαρρέοντα κάδο των 10 MB/sec.

Η εφαρμογή αυτών των μεθόδων μπορεί να αποδειχθεί λίγο δύσκολη. Ουσιαστικά, το δίκτυο πρέπει να εξομοιώσει τον αλγόριθμο για να εξασφαλίσει ότι δεν στέλνονται περισσότερα πακέτα απ' όσα επιτρέπονται. Τα επιπλέον πακέτα μετά απορρίπτονται ή υποβαθμίζονται.

8. Προδιαγραφή Ροής

Η μορφοποίηση ροής είναι περισσότερο αποδοτική όταν ο αποστολέας, ο δέκτης και το υποδίκτυο συμφωνούν για αυτήν. Για να πετύχουμε τη συμφωνία, είναι απαραίτητο να καθορίσουμε τη μορφή της κίνησης με ακριβή τρόπο. Μια τέτοια συμφωνία αποκαλείται προδιαγραφή ροής (flow specification). Αποτελείται από μία δομή δεδομένων που περιγράφει τόσο τη μορφή της εισερχόμενης ροής όσο και την

ποιότητα υπηρεσίας που απαιτείται από τις εφαρμογές. Η προδιαγραφή ροής μπορεί να εφαρμοσθεί είτε στα πακέτα που στέλνονται σ' ένα νοητό κύκλωμα, είτε στην ακολουθία δεδομενογραφημάτων που στέλνονται μεταξύ μίας πηγής και ενός προορισμού (ή ακόμη και σε πολυάριθμους προορισμούς).

Στην ενότητα αυτή θα περιγράψουμε ένα παράδειγμα προδιαγραφής ροής σχεδιασμένο από τον Partridge (1992). Φαίνεται στο Σχ. 8-1. Η ιδέα είναι ότι πριν εγκατασταθεί μια σύνδεση ή πριν σταλεί μια ακολουθία δεδομενογραφημάτων, η πηγή δίνει την προδιαγραφή ροής στο υποδίκτυο προς έγκριση.

Χαρακτηριστικό εισόδου	Επιθυμητή υπηρεσία
Μέγιστο μέγεθος πακέτου (byte)	Ευαισθησία σε απώλειες (byte)
Ρυθμός κάδου με σκυτάλη (byte/sec)	Διάστημα απώλειας (μsec)
Μέγεθος κάδου με σκυτάλη (byte)	Ευαισθησία σε απώλειες καταιγισμού (πακέτα)
Μέγιστος ρυθμός μετάδοσης (byte/sec)	Ελάχιστη παρατηρούμενη καθυστέρηση (μsec)
	Μέγιστη διακύμανση καθυστέρησης (μsec)
	Ποιότητα εγγύησης

Σχ. 8-1. Ένα παράδειγμα προδιαγραφής ροής.

Το υποδίκτυο μπορεί να τη δεχθεί, να την απορρίψει, ή να επανέλθει με αντιπρόταση ("δεν μπορώ να σου δώσω μέση καθυστέρηση 100 msec, μπορείς να ζήσεις με 150 msec;"). Από τη στιγμή που ο αποστολέας και το υποδίκτυο συμφωνούν, ο αποστολέας μπορεί να ρωτήσει τον δέκτη, αν και αυτός συμφωνεί.

Ας εξετάσουμε τώρα τις παραμέτρους της προδιαγραφής ροής του παραδείγματος μας, αρχίζοντας με την προδιαγραφή κίνησης. Το Μέγιστο μέγεθος πακέτου καθορίζει το πόσο μεγάλα μπορούν να είναι τα πακέτα. Οι επόμενες δύο παράμετροι υπονοούν ότι η κίνηση θα μορφοποιηθεί από αλγόριθμο κάδου με σκυτάλη, ο οποίος θα λειτουργεί με byte. Καθορίζουν, δηλαδή, πόσα byte τοποθετούνται στον κάδο με σκυτάλη ανά δευτερόλεπτο και πόσο μεγάλος είναι ο κάδος. Εάν ο ρυθμός είναι r byte/sec και το μέγεθος του κάδου είναι b byte, τότε σ' οποιοδήποτε αυθαίρετο χρονικό διάστημα Δt , ο μέγιστος αριθμός byte που μπορούν να σταλούν είναι $b + r\Delta t$. Εδώ ο πρώτος όρος αντιπροσωπεύει το μέγιστο πιθανό περιεχόμενο του κάδου στην αρχή του διαστήματος και ο δεύτερος αντιπροσωπεύει τις νέες πιστώσεις που εισέρχονται κατά τη διάρκεια του διαστήματος. Ο Μέγιστος ρυθμός μετάδοσης είναι ο μέγιστος ρυθμός τον οποίο είναι σε θέση να παράγει ο host κάτω από οποιοδήποτε συνθήκες και έμμεσα καθορίζει το συντομότερο χρονικό διάστημα όπου μπορεί να εκκενωθεί ο κάδος με σκυτάλη.

Η δεύτερη στήλη καθορίζει το τι θέλει η εφαρμογή από το υποδίκτυο. Η πρώτη και η δεύτερη παράμετρος αντιπροσωπεύουν τον αριθμητή και τον παρονομαστή του κλάσματος που δίνει τον μέγιστο αποδεκτό ρυθμό απωλειών (π.χ., 1 byte ανά ώρα). Εναλλακτικά, μπορούν να δείχνουν ότι η ροή είναι αναισθητη σε απώλειες πακέτων. Η Ευαισθησία σε απώλειες καταιγισμού καθορίζει πόσα διαδοχικά χαμένα πακέτα μπορεί να γίνουν ανεκτά.

Οι δύο επόμενες παράμετροι ασχολούνται με την καθυστέρηση. Η Ελάχιστη παρατηρούμενη καθυστέρηση καθορίζει επί πόσο μπορεί να καθυστερήσει ένα

πακέτο χωρίς να το αντιληφθεί η εφαρμογή. Για μεταφορά αρχείου, θα ήταν ένα δευτερόλεπτο, αλλά για ήχο, το όριο μπορεί να είναι τα 3 msec. Η Μέγιστη διακύμανση καθυστέρησης προσπαθεί να ποσοτικοποιήσει το γεγονός ότι κάποιες εφαρμογές δεν είναι ευαίσθητες στην πραγματική καθυστέρηση αλλά είναι πολύ ευαίσθητες στο τρέμουλο (jitter), δηλαδή, τη διακύμανση του χρόνου μεταφοράς του πακέτου από άκρο σε άκρο. Είναι το διπλάσιο του αριθμού των msec που μπορεί να κυμανθεί η καθυστέρηση ενός πακέτου ως προς το μέσο όρο. Έτσι, η τιμή 2.000 σημαίνει ότι ένα πακέτο μπορεί να είναι μέχρι 1 msec μπροστά ή πίσω από το μέσο όρο, αλλά όχι περισσότερο.

Τελικά, η Ποιότητα εγγύησης δείχνει το κατά πόσον η εφαρμογή έχει πραγματικά σοβαρές απαιτήσεις. Από τη μία, τα χαρακτηριστικά απωλειών και καθυστέρησης μπορεί να είναι οι ιδανικοί στόχοι, αλλά δεν συμβαίνει και τίποτα κακό αν δεν τηρηθούν. Από την άλλη, μπορεί να είναι τόσο σημαντικά, ώστε αν δεν είναι δυνατό να τηρηθούν, η εφαρμογή απλώς τερματίζει. Ενδιάμεσες περιπτώσεις είναι επίσης δυνατές.

Αν και έχουμε θεωρήσει την προδιαγραφή ροής ως αίτηση από την εφαρμογή προς το υποδίκτυο, μπορεί επίσης να είναι μια επιστρεφόμενη τιμή που να καθορίζει το τι μπορεί να κάνει το υποδίκτυο. Έτσι, μπορεί ενδεχομένως να χρησιμοποιηθεί για μια εκτεταμένη διαπραγμάτευση γύρω από το επίπεδο εξυπηρέτησης.

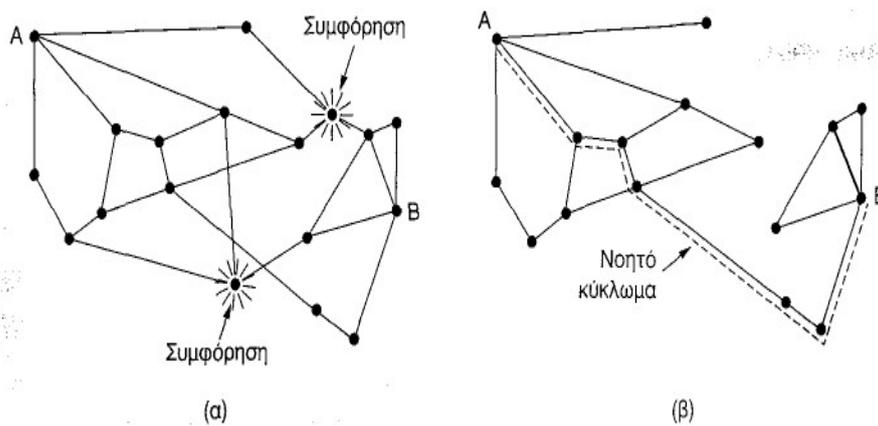
Ένα εγγενές πρόβλημα με οποιαδήποτε προδιαγραφή ροής είναι ότι μπορεί η εφαρμογή να μην ξέρει τι πραγματικά θέλει. Για παράδειγμα, μια εφαρμογή που τρέχει στη Νέα Υόρκη μπορεί να είναι πολύ ευχαριστημένη με καθυστέρηση 200 msec μέχρι το Σίδνεϋ, αλλά ιδιαίτερα δυσαρεστημένη αν η ίδια καθυστέρηση των 200 msec αφορά την απόσταση μέχρι τη Βοστώνη. Εδώ η "ελάχιστη εξυπηρέτηση" συναρτάται σαφώς με το τι θεωρείται δυνατό.

9. Έλεγχος Συμφόρησης σε Υποδίκτυα Νοητών Κυκλωμάτων

Οι μέθοδοι ελέγχου συμφόρησης που περιγράφηκαν παραπάνω είναι βασικά ανοικτού βρόχου: προσπαθούν πρώτα απ' όλα να εμποδίσουν τη συμφόρηση να συμβεί, αντί να την αντιμετωπίσουν μετά το γεγονός. Στην ενότητα αυτή θα περιγράψουμε μερικές μεθόδους με τις οποίες ελέγχεται δυναμικά η συμφόρηση σε υποδίκτυα νοητών κυκλωμάτων. Στις επόμενες δύο, θα κοιτάξουμε τις τεχνικές που μπορεί να χρησιμοποιηθούν σ' οποιοδήποτε υποδίκτυο.

Μια τεχνική που χρησιμοποιείται ευρέως για να εμποδίσει τη συμφόρηση που έχει μόλις αρχίσει από το να χειροτερέψει είναι ο έλεγχος εισόδου (admission control). Η ιδέα είναι απλή: από τη στιγμή που έχει γίνει αντιληπτή η συμφόρηση, δεν εγκαθίστανται άλλα νοητά κυκλώματα μέχρι να εκλείψει το πρόβλημα. Έτσι, αποτυγχάνουν οι προσπάθειες να εγκατασταθούν νέες συνδέσεις του στρώματος μεταφοράς. Το να επιτρέψουμε και σ' άλλους την είσοδο απλώς κάνει χειρότερα τα πράγματα. Αν και η λύση αυτή είναι χονδροειδής, είναι απλή και εύκολη στην εκτέλεση. Στο τηλεφωνικό σύστημα, όταν ένα κέντρο υπερφορτώνεται, εφαρμόζει έλεγχο εισόδου με το να μη δίνει τόνους επιλογής.

Μια εναλλακτική προσέγγιση είναι να επιτρέψουμε νέα νοητά κυκλώματα, αλλά να δρομολογήσουμε προσεκτικά όλα τα νέα νοητά κυκλώματα ώστε να παρακάμπτουν τις προβληματικές περιοχές. Για παράδειγμα, θεωρείστε το υποδίκτυο του Σχ. 9-1(α), όπου έχουν υποστεί συμφόρηση δύο δρομολογητές, όπως φαίνεται.



Σχ. 9-1. (α) Υποδίκτυο με συμφόρηση, (β) Ανασχεδιασμένο υποδίκτυο που δεν εμφανίζει συμφόρηση και νοητό κύκλωμα από τον Α στο Β.

Υποθέστε ότι ένας host συνδεδεμένος στον δρομολογητή Α επιθυμεί να εγκαταστήσει μια σύνδεση προς έναν host συνδεδεμένο στον δρομολογητή Β. Κανονικά, η σύνδεση αυτή θα περάσει μέσα από έναν από τους δρομολογητές με συμφόρηση. Για να αποφευχθεί αυτή η περίπτωση, μπορούμε να ξανασχεδιάσουμε το υποδίκτυο όπως φαίνεται στο Σχ. 9-1(β), παραλείποντας τους δρομολογητές με συμφόρηση και όλες τις γραμμές τους. Η διακεκομμένη γραμμή δείχνει μια πιθανή διαδρομή για το νοητό κύκλωμα, η οποία αποφεύγει τους δρομολογητές με συμφόρηση.

Μια άλλη στρατηγική που σχετίζεται με τα νοητά κυκλώματα είναι η διαπραγμάτευση μιας συμφωνίας μεταξύ του host και του υποδικτύου όταν εγκαθίσταται το νοητό κύκλωμα. Η συμφωνία αυτή κανονικά καθορίζει το μέγεθος και τη μορφή της κίνησης, την απαιτούμενη ποιότητα υπηρεσίας και άλλες παραμέτρους. Για να τηρήσει το δικό του μέρος της συμφωνίας, το υποδίκτυο συνήθως δεσμεύει πόρους κατά μήκος της διαδρομής όταν εγκαθίσταται το κύκλωμα. Οι πόροι αυτοί μπορεί να περιλαμβάνουν χώρο για πίνακες και προσωρινή αποθήκευση στους δρομολογητές και εύρος ζώνης στις γραμμές. Κατ' αυτόν τον τρόπο, η συμφόρηση είναι απίθανο να συμβεί στα νέα νοητά κυκλώματα επειδή όλοι οι απαραίτητοι πόροι είναι εγγυημένα διαθέσιμοι.

Αυτό το είδος δέσμευσης μπορεί να εκτελείται όλη την ώρα, ως τυποποιημένη διαδικασία ή να εκτελείται μόνο όταν το υποδίκτυο παρουσιάζει συμφόρηση. Ένα μειονέκτημα του να εκτελείται όλη την ώρα είναι ότι τείνει να σπαταλά πόρους. Εάν έξι νοητά κυκλώματα, που χρησιμοποιούν 1 Mbps, περάσουν όλα μέσα από την ίδια φυσική γραμμή των 6 Mbps, η γραμμή πρέπει να σημαδευθεί ως πλήρης, ακόμη και αν σπανίως συμβαίνει να μεταδίδουν μαζί και τα έξι νοητά κυκλώματα την ίδια στιγμή. Συνεπώς, το τίμημα του ελέγχου συμφόρησης είναι το αχρησιμοποίητο εύρος ζώνης.

10. Πακέτα Φραγής

Ας στραφούμε τώρα προς μια λύση, που μπορεί να χρησιμοποιηθεί τόσο σε νοητά κυκλώματα όσο και σε υποδίκτυα δεδομενογραφημάτων. Ο κάθε δρομολογητής μπορεί εύκολα να επιθεωρεί τη χρησιμοποίηση των γραμμών εξόδου του και των άλλων πόρων. Για παράδειγμα, μπορεί να συσχετίσει με κάθε γραμμή μία πραγματική μεταβλητή, u , της οποίας η τιμή, μεταξύ του 0 και 1, αντικατοπτρίζει την πρόσφατη χρησιμοποίηση της γραμμής αυτής. Για να διατηρηθεί μια καλή εκτίμηση του u , μπορεί να λαμβάνεται περιοδικά ένα δείγμα της στιγμιαίας χρησιμοποίησης της γραμμής, f , (είτε 0 είτε 1) και το u να ενημερωθεί σύμφωνα με τη σχέση

$$u_{\text{new}} = au_{\text{old}} + (1-a)f$$

όπου η σταθερά a καθορίζει πόσο γρήγορα ξεχνά ο δρομολογητής την πρόσφατη ιστορία.

Οποτεδήποτε το u υπερβαίνει το κατώφλι, η γραμμή εξόδου εισέρχεται σε κατάσταση "προειδοποίησης". Κάθε νεοεισερχόμενο πακέτο ελέγχεται ώστε να ξεκαθαρισθεί αν η γραμμή εξόδου του βρίσκεται σε κατάσταση προειδοποίησης. Εάν όντως είναι έτσι, ο δρομολογητής στέλνει ένα πακέτο φραγής (choke packet) πίσω στον host της πηγής, δίνοντας του τον προορισμό που βρέθηκε στο πακέτο. Το αρχικό πακέτο σημαδεύεται (ενεργοποιείται ένα bit στην επικεφαλίδα), έτσι ώστε να μη δημιουργήσει άλλα πακέτα φραγής στην υπόλοιπη διαδρομή και μετά προωθείται με τον συνηθισμένο τρόπο.

Όταν ο host της πηγής παίρνει ένα πακέτο φραγής, χρειάζεται να μειώσει την κίνηση που στέλνει στον καθοριζόμενο προορισμό κατά $X\%$. Επειδή μπορεί να βρίσκονται ήδη στον δρόμο προς τον ίδιο προορισμό άλλα πακέτα και να δημιουργήσουν ακόμη περισσότερα πακέτα φραγής, ο host πρέπει να αγνοήσει πακέτα φραγής που αναφέρονται σ' αυτόν τον προορισμό για ένα καθορισμένο χρονικό διάστημα. Μετά από την εκπνοή αυτής της περιόδου, ο host δέχεται νέα για επιπλέον πακέτα φραγής για ένα άλλο διάστημα. Εάν φθάσει ένα, η γραμμή συνεχίζει να εμφανίζει συμφόρηση, οπότε ο host μειώνει ακόμη περισσότερο τη ροή και αρχίζει να αγνοεί και πάλι τα πακέτα φραγής. Αν δεν φθάσει κανένα πακέτο φραγής κατά τη διάρκεια της περιόδου που δέχεται πακέτα φραγής, ο host μπορεί να αυξήσει τη ροή και πάλι. Η έμμεση ανάδραση στο πρωτόκολλο αυτό μπορεί να βοηθήσει την πρόληψη της συμφόρησης χωρίς όμως να στραγγαλίσει τη ροή, εκτός εάν εμφανισθούν προβλήματα.

Οι host μπορούν να μειώσουν την κίνηση προσαρμόζοντας τις παραμέτρους της πολιτικής τους, για παράδειγμα, το μέγεθος του παραθύρου ή τον ρυθμό εξόδου του διαρρέοντος κάδου. Συνήθως, το πρώτο πακέτο φραγής προκαλεί τη μείωση του ρυθμού δεδομένων στο 50% του προηγούμενου ρυθμού τους, το επόμενο προκαλεί μείωση στο 25%, κ.ο.κ. Οι αυξήσεις γίνονται σε μικρότερα βήματα για να εμποδιστεί η γρήγορη επανεμφάνιση συμφόρησης.

Έχουν προταθεί αρκετές παραλλαγές αυτού του αλγορίθμου ελέγχου συμφόρησης. Στη μία, οι δρομολογητές μπορούν να διατηρούν αρκετά κατώφλια. Ανάλογα με το κατώφλι που διασπάται, το πακέτο φραγής μπορεί να περιέχει ήπια προειδοποίηση, αυστηρή προειδοποίηση ή τελεσίγραφο.

Μια άλλη παραλλαγή είναι να χρησιμοποιηθεί το μήκος της ουράς ή η χρη-

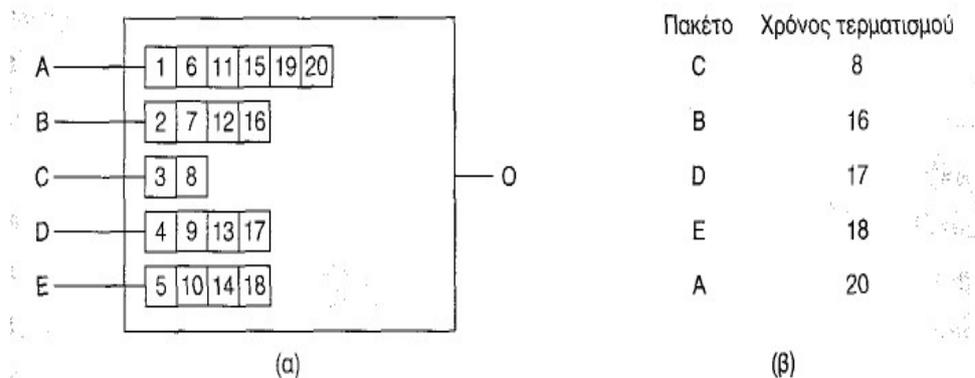
σιμοποίηση του χώρου προσωρινής αποθήκευσης αντί της χρησιμοποίησης της γραμμής ως το σήμα που προκαλεί την προειδοποίηση. Φυσικά, μ' αυτό το κριτήριο, μπορούν να χρησιμοποιηθούν τα ίδια εκθετικά βάρη με το κριτήριο u.

Σταθμισμένο Δίκαιο Σύστημα Αναμονής

Ένα πρόβλημα της χρήσης πακέτων φραγής είναι ότι οι πράξεις των host πηγής είναι εθελοντικές. Υποθέστε ότι ένας δρομολογητής πνίγεται από πακέτα από τέσσερις πηγές και στέλνει πακέτα φραγής σ' όλες τους. Μία απ' αυτές σταματά, όπως όφειλε, αλλά οι άλλες τρεις εξακολουθούν να στέλνουν. Το αποτέλεσμα είναι ότι ο έντιμος host παίρνει ένα ακόμη μικρότερο μέρος του εύρους ζώνης απ' αυτό που είχε πριν.

Για να παρακάμψει αυτό το πρόβλημα και να κάνει τη συμμόρφωση περισσότερο ελκυστική, ο Nagle (1987) πρότεινε έναν αλγόριθμο δίκαιου συστήματος αναμονής (fair queueing). Η ουσία του αλγορίθμου αυτού είναι ότι οι δρομολογητές έχουν πολλές ουρές για κάθε γραμμή εξόδου, μία για κάθε πηγή. Όταν η γραμμή αδειάσει, ο δρομολογητής σαρώνει τις ουρές σε κυκλική σειρά, παίρνοντας το πρώτο πακέτο της επομένης ουράς. Κατ' αυτόν τον τρόπο, με n host να ανταγωνίζονται για μία δεδομένη γραμμή εξόδου, ο κάθε host καταφέρνει να στείλει το ένα από κάθε n πακέτα. Το να στείλει περισσότερα πακέτα δεν θα βελτιώσει το ποσοστό αυτό. Μερικοί μεταγωγείς ATM χρησιμοποιούν αυτόν τον αλγόριθμο.

Αν και αποτελεί μια αρχή, ο αλγόριθμος αυτός παρουσιάζει ένα πρόβλημα: δίνει περισσότερο εύρος ζώνης στους host που χρησιμοποιούν μεγάλα πακέτα απ' ότι στους host που χρησιμοποιούν μικρά πακέτα. Ο Demers et al., (1990) πρότειναν μια βελτίωση, όπου η κυκλική σειρά εξομοιώνεται με ανά byte τρόπο αντί να γίνεται ανά πακέτο. Ουσιαστικά, ο δρομολογητής σαρώνει τις ουρές επανειλημμένα, byte ανά byte, μέχρι να βρει το (χρονικό) σημείο όπου θα ολοκληρωθεί κάθε πακέτο. Τα πακέτα μετά ταξινομούνται με τη σειρά της ολοκλήρωσης τους και στέλνονται μ' αυτή τη σειρά. Ο αλγόριθμος παρουσιάζεται στο Σχ. 10-1.



Σχ. 10-1. (α) Δρομολογητής με πέντε πακέτα να περιμένουν στην ουρά για τη γραμμή Ο. (β) Χρόνοι τερματισμού για τα πέντε πακέτα.

Στο Σχ. 10-1(α) βλέπουμε πακέτα μήκους 2 έως 6 byte. Στο (νοητό) κτύπημα του ρολογιού 1, στέλνεται το πρώτο byte του πακέτου A. Μετά φεύγει το πρώτο byte του πακέτου B, κ.ο.κ. Το πρώτο πακέτο που πρόκειται να τελειώσει είναι το C, μετά από οκτώ κτυπήματα. Ο χρόνος περάτωσης ταξινομημένος δίνεται στο Σχ. 10-1(β). Χωρίς νέες αφίξεις, τα πακέτα θα σταλούν με τη σειρά που απαριθμείται, από το C στο A.

Ένα πρόβλημα μ' αυτόν τον αλγόριθμο είναι ότι δίνει σ' όλους τους host την ίδια προτεραιότητα. Σε πολλές περιπτώσεις, είναι επιθυμητό να δοθεί σε εξυπηρετητές αρχείων ή άλλους εξυπηρετητές περισσότερο εύρος ζώνης απ' ότι στους πελάτες τους, ώστε να δίνουν δύο ή περισσότερα byte ανά κτύπο. Ο τροποποιημένος αυτός αλγόριθμος ονομάζεται σταθμισμένο δίκαιο σύστημα αναμονής και χρησιμοποιείται ευρέως. Μερικές φορές η στάθμιση βασίζεται στον αριθμό των νοητών κυκλωμάτων ή των ροών που βγαίνουν από μια μηχανή, οπότε κάθε διαδικασία παίρνει το ίδιο εύρος ζώνης. Μια ικανοποιητική υλοποίηση του αλγορίθμου συζητείται στο (Shreedhar and Varghese 1995).

Πακέτα Φραγής ανά Βήμα

Σε υψηλές ταχύτητες και σε μεγάλες αποστάσεις, η αποστολή ενός πακέτου φραγής (choke) στους host πηγής δεν δουλεύει καλά επειδή η αντίδραση είναι πολύ αργή. Σκεφθείτε, για παράδειγμα, έναν host στον Άγιο Φραγκίσκο (δρομολογητής A στο Σχ. 10-2) που στέλνει κίνηση σε host στη Νέα Υόρκη (δρομολογητής D στο Σχ. 10-2) στα 155 Mbps. Εάν ο host της Νέας Υόρκης αρχίζει να ξεμένει από χώρο προσωρινής αποθήκευσης, θα χρειασθεί περίπου 30 msec στο πακέτο φραγής για να γυρίσει στον Άγιο Φραγκίσκο και να του πει να μειώσει τον ρυθμό του. Η διάδοση του πακέτου φραγής φαίνεται στο δεύτερο, τρίτο και τέταρτο από τα βήματα στο Σχ. 10-2(α). Σ' αυτά τα 30 msec, θα έχουν σταλεί ακόμη 4,6 Mb (δηλαδή, παραπάνω από 10.000 κελιά ATM). Ακόμη και αν ο host στον Άγιο Φραγκίσκο αμέσως σταματήσει, τα 4,6 Mb που βρίσκονται καθ' οδόν θα συνεχίσουν να ρέουν και θα πρέπει να αντιμετωπισθούν. Μόνο στο έβδομο διάγραμμα στο Σχ. 10-2(α) θα διαπιστώσει ο δρομολογητής της Νέας Υόρκης μια βραδύτερη ροή.

Μια εναλλακτική μέθοδος είναι να έχουμε το πακέτο φραγής να αναλαμβάνει δράση σε κάθε βήμα από όπου περνά, όπως φαίνεται στο Σχ. 10-2(β). Εδώ, μόλις το πακέτο φραγής φθάσει στον F, απαιτείται από τον F να μειώσει τη ροή προς τον D. Αυτή η ενέργεια θα απαιτήσει από τον F να αφιερώσει περισσότερο χώρο προσωρινής αποθήκευσης στη ροή, επειδή η πηγή ακόμη στέλνει μαζικά, αλλά ανακουφίζει αμέσως τον D, όπως στις τηλεοπτικές διαφημίσεις για παυσίπονα. Στο επόμενο βήμα, το πακέτο φραγής φθάνει στον E και λέει στον E να μειώσει τη ροή του προς τον F. Η ενέργεια αυτή θέτει μεγαλύτερες απαιτήσεις στον χώρο προσωρινής αποθήκευσης του E, αλλά ανακουφίζει αμέσως τον F. Τελικά, το πακέτο φραγής φθάνει στον A και η ροή επιβραδύνεται πραγματικά.

Το καθαρό αποτέλεσμα αυτής της ανά βήμα μεθόδου είναι να παρέχει γρήγορη ανακούφιση στο σημείο της συμφόρησης με τίμημα τη χρήση περισσότερου χώρου προσωρινής αποθήκευσης στους προηγούμενους κόμβους. Κατ' αυτόν τον τρόπο η συμφόρηση καταπνίγεται εν τη γενέσει της χωρίς να χαθούν πακέτα.

να πει κανείς ότι όταν οι δρομολογητές έχουν κατακλυσθεί από πακέτα που δεν μπορούν να χειριστούν, απλώς τα πετάνε. Ο όρος προέρχεται από το κόσμος της παραγωγής ηλεκτρικής ενέργειας, όπου αναφέρεται στην πρακτική του να προκαλείται εσκεμμένα διακοπή (black out) σε συγκεκριμένες περιοχές για να μην καταρρεύσει ολόκληρο το δίκτυο κατά τις ζεστές καλοκαιρινές μέρες, όταν η ζήτηση για ηλεκτρικό ρεύμα υπερβαίνει κατά πολύ την προσφορά.

Ένας δρομολογητής που πνίγεται από πακέτα μπορεί απλώς να διαλέξει κάποια πακέτα στην τύχη και να τα πετάξει, αλλά συνήθως μπορεί να κάνει κάτι καλύτερο απ' αυτό. Το ποια πακέτα θα πεταχτούν εξαρτάται από την εφαρμογή που τρέχει. Στη μεταφορά αρχείων, ένα παλιό πακέτο αξίζει περισσότερο από ένα καινούργιο, επειδή το να πεταχτεί το πακέτο 6 και να κρατηθούν τα πακέτα από το 7 έως το 10 θα προκαλέσει κενό στο δέκτη, που μπορεί να επιβάλει την επαναμετάδοση των πακέτων 6 έως 10 (εάν ο δέκτης, κατά συνήθεια, απορρίπτει τα εκτός σειράς πακέτα). Σ' ένα αρχείο των 12 πακέτων, το να απορριφθεί το 6 μπορεί να απαιτήσει την επαναμετάδοση του 7 έως το 12, ενώ το να απορριφθεί το 10 μπορεί να απαιτήσει την επαναμετάδοση μόνο του 10 έως το 12. Αντίθετα, για τα πολυμέσα, ένα καινούργιο πακέτο είναι σπουδαιότερο από ένα παλιό. Η πρώτη πολιτική (το παλιό είναι καλύτερο από το καινούργιο) συχνά αποκαλείται κρασί (wine) και η δεύτερη (το καινούργιο είναι καλύτερο από το παλιό) συχνά καλείται γάλα (milk).

Λίγη περισσότερη ευφυΐα απαιτεί συνεργασία μεταξύ των αποστολέων. Για πολλές εφαρμογές, κάποια πακέτα είναι σπουδαιότερα από κάποια άλλα. Για παράδειγμα, συγκεκριμένοι αλγόριθμοι συμπίεσης εικόνας στέλνουν περιοδικά ένα πλήρες πλαίσιο και μετά στέλνουν τα επόμενα πλαίσια σαν διαφορές από το τελευταίο πλήρες πλαίσιο. Στην περίπτωση αυτή, το να απορριφθεί ένα πακέτο που αποτελεί μέρος μιας διαφοράς είναι προτιμότερο από το να απορριφθεί κάποιο που είναι μέρος ενός πλήρους πλαισίου. Ως ένα άλλο παράδειγμα, σκεφθείτε τη μετάδοση ενός εγγράφου που περιέχει κείμενο ASCII και φωτογραφίες. Η απώλεια μιας γραμμής rixel στην εικόνα είναι λιγότερο επιβλαβής από την απώλεια μιας γραμμής κειμένου.

Για να υλοποιήσουν μια έξυπνη πολιτική απόρριψης, οι εφαρμογές πρέπει να σημαδεύουν τα πακέτα τους με κατηγορίες προτεραιότητας για να δείχνουν το πόσο σπουδαία είναι. Αν το κάνουν, τότε πρέπει να απορριφθούν κάποια πακέτα, οι δρομολογητές θα μπορούν να απορρίπτουν πρώτα από την κατώτατη κατηγορία, μετά από την επόμενη κατώτερη κατηγορία, κ.ο.κ. Βεβαίως, αν δεν υπάρχει σοβαρό κίνητρο για να μην μαρκάρει κάποιος όλα τα πακέτα του ως ΠΟΛΥ ΣΗΜΑΝΤΙΚΟ - ΠΟΤΕ ΜΗ ΤΟ ΑΠΟΡΡΙΨΕΙΣ, όλοι θα το κάνουν.

Το κίνητρο θα μπορούσε να έχει τη μορφή χρημάτων, με τα πακέτα των χαμηλότερων προτεραιοτήτων να είναι φθηνότερα στην αποστολή από τα πακέτα των υψηλότερων προτεραιοτήτων. Εναλλακτικά, οι κατηγορίες προτεραιοτήτων μπορούν να συνδυασθούν με τη μορφοποίηση κίνησης. Για παράδειγμα, μπορεί να υπάρχει ένας κανόνας που να λέει, ότι όταν χρησιμοποιείται ο αλγόριθμος κάδου με σκυτάλη και φθάνει ένα πακέτο όταν δεν υπάρχει σκυτάλη διαθέσιμη, μπορεί και πάλι να σταλεί, υπό την προϋπόθεση ότι είναι σημαδεμένο με την κατώτατη προτεραιότητα και έτσι είναι υπονήφιο για απόρριψη τη στιγμή που θα παρουσιασθούν προβλήματα. Υπό συνθήκες ελαφρού φορτίου, οι χρήστες μπορεί να είναι ευχαριστημένοι όταν δουλεύουν μ' αυτό τον τρόπο, αλλά καθώς το φορτίο αυξάνει και τα πακέτα αρχίζουν πραγματικά να απορρίπτονται, είναι πιθανό να αλλάξουν στάση και να στέλνουν πακέτα μόνο όταν υπάρχουν διαθέσιμες σκυτάλες.

Μια άλλη επιλογή είναι το να επιτρέπεται στους host να υπερβαίνουν τα όρια που καθορίζονται στη συμφωνία που προέκυψε από τις διαπραγματεύσεις κατά την

εγκατάσταση του νοητού κυκλώματος (π.χ., να χρησιμοποιήσουν υψηλότερο εύρος ζώνης απ' αυτό που τους επιτρέπεται), αλλά υπό τον όρο ότι όλη η υπερβάλλουσα κίνηση θα σημαδευτεί ως χαμηλής προτεραιότητας. Πράγματι, μια τέτοια στρατηγική δεν είναι καθόλου άσχημη ιδέα, επειδή εκμεταλλεύεται καλύτερα τους αδρανείς πόρους, επιτρέποντας στους χρήστες να τους χρησιμοποιήσουν εφόσον κανείς άλλος δεν ενδιαφέρεται, αλλά χωρίς να διατηρούν κάποιο δικαίωμα πάνω τους όταν φθάνουν άσχημοι καιροί.

Το σημάδεμα των πακέτων σε κατηγορίες απαιτεί ένα ή περισσότερα bit στην επικεφαλίδα, όπου να τοποθετείται η προτεραιότητα. Τα κελιά ATM έχουν ένα bit δεσμευμένο στην επικεφαλίδα για τον σκοπό αυτό, έτσι κάθε κελί ATM σημαδεύεται είτε ως χαμηλής προτεραιότητας είτε ως υψηλής. Οι μεταγωγείς ATM χρησιμοποιούν πράγματι αυτό το bit όταν παίρνουν αποφάσεις απόρριψης.

Σε μερικά δίκτυα, τα πακέτα ομαδοποιούνται σε μεγαλύτερες μονάδες που χρησιμοποιούνται για επαναμετάδοση. Για παράδειγμα, στα δίκτυα ATM, αυτά που αποκαλούμε "πακέτα" είναι κελιά καθορισμένου μήκους. Αυτά τα κελιά είναι απλώς τεμάχια από "μήνυμα". Όταν απορρίπτεται ένα κελί, τελικά θα επαναμεταδοθεί ολόκληρο το "μήνυμα" κι όχι μόνο το χαμένο κελί. Υπ' αυτές τις συνθήκες, ένας δρομολογητής που απορρίπτει ένα κελί θα απορρίψει επίσης και όλα τα υπόλοιπα κελιά στο μήνυμα αυτό, εφόσον η μετάδοση τους θα κοστίσει σε εύρος ζώνης και δεν θα προσφέρει τίποτα - ακόμη και αν φθάσουν στον προορισμό τους θα πρέπει πάλι να μεταδοθούν αργότερα.

Αποτελέσματα εξομοίωσης δείχνουν ότι όταν ένας δρομολογητής βλέπει προβλήματα στον ορίζοντα, είναι καλύτερα ν' αρχίσει να πετά πακέτα νωρίς, αντί να περιμένει μέχρι να υπερφορτωθεί εντελώς (Floyd and Jacobson 1993 και Romanow and Floyd 1994). Αυτή η αντίδραση μπορεί να εμποδίσει την εμφάνιση συμφόρησης.

12. Έλεγχος του Τρέμουλου

Για εφαρμογές όπως η μετάδοση ήχου ή εικόνας, δεν έχει ιδιαίτερη σημασία αν τα πακέτα χρειάζονται 20 ή 30 msec για να παραδοθούν, εφόσον ο χρόνος μεταφοράς είναι σταθερός. Εάν κάποια πακέτα χρειάζονται 20 msec και κάποια άλλα 30 msec, η ποιότητα του ήχου ή της εικόνας θα μεταβάλλεται. Έτσι, η συμφωνία μπορεί να είναι ότι το 99% των πακέτων θα παραδίδονται με καθυστέρηση στην περιοχή των 24,5 έως 25,5 msec. Φυσικά, η μέση τιμή που θα επιλεγεί πρέπει να είναι εφικτή. Μ' άλλα λόγια πρέπει να συνυπολογιστεί μια μέση τιμή της συμφόρησης.

Το τρέμουλο (jitter) μπορεί να περιορισθεί εάν υπολογιστεί ο αναμενόμενος χρόνος μεταφοράς για κάθε βήμα κατά μήκος της διαδρομής. Όταν φθάσει ένα πακέτο, ο δρομολογητής ελέγχει το κατά πόσον το πακέτο βρίσκεται μπροστά ή πίσω από το χρονοδιάγραμμα του. Η πληροφορία αυτή αποθηκεύεται στο πακέτο και ενημερώνεται σε κάθε βήμα. Εάν το πακέτο φθάσει νωρίς, κρατείται όσο χρειάζεται για να μπει πάλι στο πρόγραμμα. Αν έρθει αργά, ο δρομολογητής προσπαθεί να το διώξει γρήγορα. Στην πραγματικότητα, ο αλγόριθμος, που αποφασίζει για το ποιο πακέτο από τα διάφορα που ανταγωνίζονται για μία γραμμή εξόδου θα είναι το επόμενο, μπορεί πάντα να επιλέξει το πακέτο που έχει υποστεί τη μεγαλύτερη καθυστέρηση. Με τον τρόπο αυτό, τα πακέτα που έρχονται νωρίς επιβραδύνονται και τα πακέτα που έχουν μείνει πίσω επιταχύνονται, με αποτέλεσμα και στις δύο περιπτώσεις τη μείωση του τρέμουλου.

13. Έλεγχος Συμφόρησης για Πολλαπλή Διανομή

Όλοι οι αλγόριθμοι ελέγχου συμφόρησης που έχουμε συζητήσει μέχρι τώρα χειρίζονται μηνύματα από μία πηγή σε έναν προορισμό. Στην ενότητα αυτή θα περιγράψουμε έναν τρόπο διαχείρισης ροών πολλαπλής διανομής από πολλές πηγές σε πολλούς προορισμούς. Για παράδειγμα, φανταστείτε διάφορους σταθμούς τηλεόρασης κλειστού κυκλώματος να μεταδίδουν ήχο και εικόνα σε μια ομάδα δεκτών, όπου ο κάθε δέκτης μπορεί να δει έναν ή περισσότερους σταθμούς ταυτόχρονα και είναι ελεύθερος να γυρίσει από σταθμό σε σταθμό κατά βούληση. Μία εφαρμογή της πολλαπλής διανομής (multicast) θα μπορούσε να είναι η τηλεδιάσκεψη, στην οποία ο κάθε συμμετέχων θα μπορούσε να εστιάσει στον τρέχοντα ομιλητή ή στην έκφραση του αφεντικού, ανάλογα με την προτίμηση του.

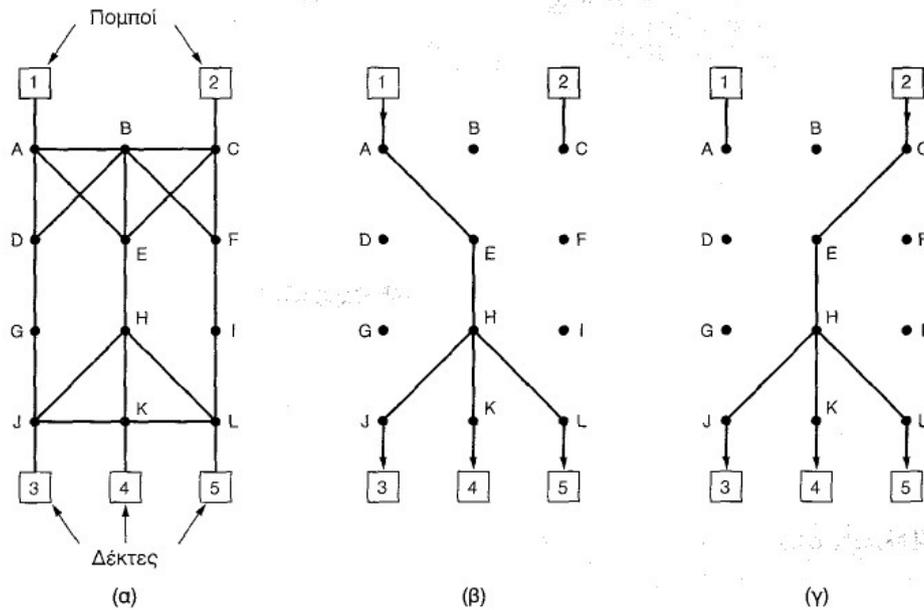
Σε πολλές εφαρμογές πολλαπλής διανομής, οι ομάδες μπορεί να αλλάξουν δυναμικά, όταν ομιλητές εισέρχονται σε μια τηλεδιάσκεψη ή βαριούνται και φεύγουν για να δουν μια σαπουνόπερα. Κάτω απ' αυτές τις συνθήκες, η προκαταβολική δέσμευση εύρους ζώνης από τους πομπούς δεν δουλεύει καλά, καθώς θα απαιτούσε από κάθε πομπό να εντοπίζει όλες τις εισόδους και εξόδους του ακροατηρίου του και να αναδημιουργεί το επικαλύπτον δένδρο σε κάθε αλλαγή. Σ' ένα καλωδιακό σύστημα σχεδιασμένο να μεταδίδει τηλεόραση, με εκατομμύρια συνδρομητές, δεν θα δούλευε καθόλου.

Το Πρωτόκολλο RSVP

Μια ενδιαφέρουσα λύση (Zhang et al., 1993) που μπορεί να αντιμετωπίσει αυτό το περιβάλλον είναι το πρωτόκολλο δέσμευσης πόρων RSVP (Resource reSerVation Protocol). Επιτρέπει σε πολλούς πομπούς να μεταδίδουν σε πολλές ομάδες δεκτών, επιτρέπει σε μεμονωμένους δέκτες να αλλάζουν κανάλι ελεύθερα και βελτιστοποιεί την εκμετάλλευση του εύρους ζώνης ενώ ταυτόχρονα εξαλείφει τη συμφόρηση.

Στην απλούστερη μορφή του, το πρωτόκολλο χρησιμοποιεί τη δρομολόγηση πολλαπλής διανομής με τη βοήθεια επικαλυπτόντων δένδρων, όπως συζητήθηκε προηγουμένως. Σε κάθε ομάδα εκχωρείται μία διεύθυνση ομάδας. Για να στείλει σε μια ομάδα, ο αποστολέας τοποθετεί τη διεύθυνση ομάδας στα πακέτα του. Μετά, ο τυποποιημένος αλγόριθμος δρομολόγησης πολλαπλής διανομής κτίζει ένα επικαλύπτον δένδρο που καλύπτει όλα τα μέλη της ομάδας. Ο αλγόριθμος δρομολόγησης δεν είναι μέρος του RSVP. Η μόνη διαφορά με την κανονική πολλαπλή διανομή είναι η λίγη επιπρόσθετη πληροφορία που διανέμεται στην ομάδα περιοδικά για να πει στους δρομολογητές κατά μήκος του δένδρου να διατηρήσουν συγκεκριμένες δομές δεδομένων στις μνήμες τους.

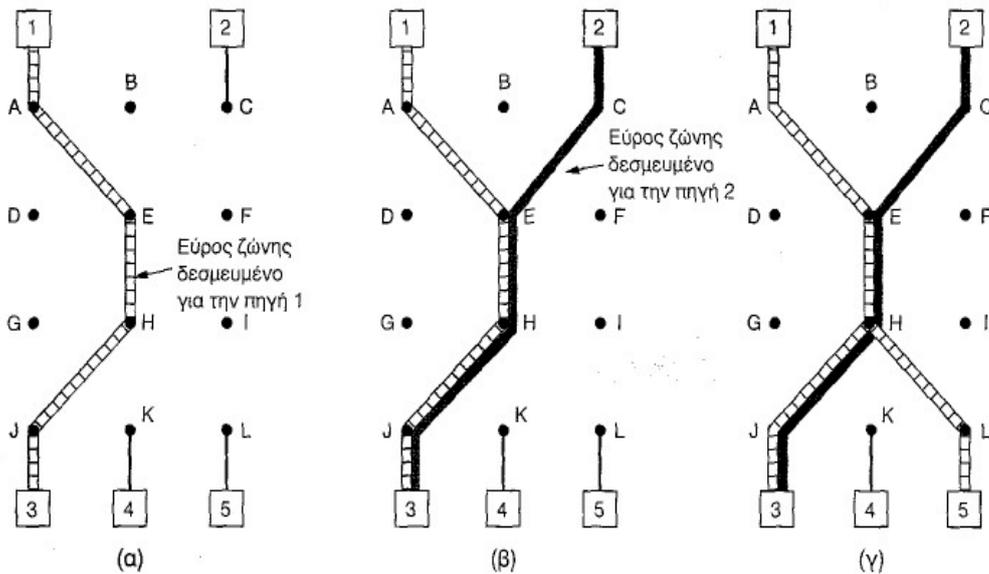
Ως παράδειγμα, σκεφθείτε το δίκτυο του Σχ. 13-1(α). Οι host 1 και 2 είναι αποστολείς πολλαπλής διανομής και οι host 3, 4 και 5 είναι δέκτες πολλαπλής διανομής. Στο παράδειγμα αυτό, οι αποστολείς και οι δέκτες είναι διαχωρισμένοι, αλλά, γενικά, τα δύο σύνολα μπορεί να επικαλύπτονται. Τα δένδρα πολλαπλής διανομής για τους host 1 και 2 φαίνονται στο Σχ. 13-1 (β) και Σχ. 13-1(γ), αντίστοιχα.



Σχ. 13-1. (α) Παράδειγμα δικτύου, (β) Το επικαλύπτον δένδρο πολλαπλής διανομής για τον host 1. (γ) Το επικαλύπτον δένδρο πολλαπλής διανομής για τον host 2.

Για να έχουμε καλύτερη λήψη και να εξαλείψουμε τη συμφόρηση, οποιοσδήποτε από τους δέκτες σε μια ομάδα μπορεί να στείλει ένα μήνυμα κράτησης, πίσω στο δένδρο προς τον αποστολέα. Το μήνυμα διαδίδεται με τη χρήση του αλγορίθμου αντίστροφης διαδρομής που συζητήθηκε νωρίτερα. Σε κάθε βήμα, ο δρομολογητής σημειώνει την κράτηση και δεσμεύει το απαραίτητο εύρος ζώνης. Εάν το εύρος ζώνης που είναι διαθέσιμο δεν επαρκεί, αναφέρει προς τα πίσω μια αποτυχία. Μέχρι το μήνυμα να επιστρέψει στην πηγή, θα έχει δεσμευθεί εύρος ζώνης σ' όλο το δρόμο από τον αποστολέα έως τον δέκτη, με αποτέλεσμα την υλοποίηση της αίτησης κράτησης κατά μήκος του επικαλύπτοντος δένδρου.

Ένα παράδειγμα μιας τέτοιας κράτησης φαίνεται στο Σχ. 13-2(α). Εδώ, ο host 3 έχει ζητήσει ένα κανάλι προς τον host 1. Από τη στιγμή που αυτό έχει εγκατασταθεί, τα πακέτα μπορούν να ρεύσουν από τον 1 στον 3 χωρίς συμφόρηση. Τώρα σκεφθείτε τι συμβαίνει αν ο host 3 κατόπιν δεσμεύει ένα κανάλι προς τον άλλο πομπό, τον host 2, έτσι ώστε ο χρήστης να μπορεί να παρακολουθήσει δύο τηλεοπτικά προγράμματα ταυτόχρονα. Γίνεται κράτηση και για ένα δεύτερο μονοπάτι, όπως φαίνεται στο Σχ. 13-2(β). Παρατηρείστε ότι χρειάζονται δύο ξεχωριστά κανάλια από τον host 3 στον δρομολογητή E επειδή μεταδίδονται δύο ανεξάρτητοι συρμοί.



Σχ. 13-2. (α) Ο host 3 ζητά ένα κανάλι προς τον host 1. (β) Μετά, ο host 3 ζητά ένα δεύτερο κανάλι προς τον host 2. (γ) Ο host 5 ζητά ένα κανάλι προς τον host 1.

Τελικά, στο Σχ. 13-2(γ), ο host 5 αποφασίζει να παρακολουθήσει το πρόγραμμα που μεταδίδεται από τον host 1 και κάνει επίσης μια κράτηση. Πρώτα, δεσμεύεται εύρος ζώνης μέχρι τον δρομολογητή Η. Ωστόσο, ο δρομολογητής βλέπει ότι ήδη έχει μία λήψη από τον host 1, έτσι εάν το απαραίτητο εύρος ζώνης έχει ήδη δεσμευθεί, δεν χρειάζεται να δεσμευθεί άλλο. Σημειώστε ότι οι host 3 και 5 θα μπορούσαν να έχουν ζητήσει διαφορετικές τιμές εύρους ζώνης (π.χ., ο 3 έχει ασπρόμαυρη τηλεοπτική συσκευή και δεν θέλει την πληροφορία χρώματος), έτσι η χωρητικότητα που δεσμεύεται θα πρέπει να είναι αρκετά μεγάλη ώστε να ικανοποιήσει τον περισσότερο απαιτητικό δέκτη.

Όταν κάνει μια κράτηση, ο δέκτης μπορεί (προαιρετικά) να καθορίσει μία ή περισσότερες πηγές από τις οποίες θέλει να λάβει. Μπορεί επίσης να καθορίσει αν οι επιλογές αυτές είναι σταθερές κατά τη διάρκεια της κράτησης ή αν ο δέκτης θέλει να έχει τη δυνατότητα αλλαγής των πηγών αργότερα. Οι δρομολογητές χρησιμοποιούν την πληροφορία αυτή για να βελτιστοποιήσουν τη διάθεση του εύρους ζώνης. Πιο συγκεκριμένα, δύο δέκτες επιτρέπεται να μοιράζονται ένα μονοπάτι μόνο αν και οι δύο συμφωνούν να μην αλλάξουν πηγές αργότερα.

Ο λόγος αυτής της στρατηγικής, στην εντελώς δυναμική περίπτωση, είναι ότι το δεσμευμένο εύρος ζώνης αποσυνδέεται από την επιλογή πηγής. Από τη στιγμή που κάποιος δέκτης έχει δεσμεύσει εύρος ζώνης, μπορεί να γυρίσει σε άλλη πηγή και να κρατήσει το μέρος εκείνο του υπάρχοντος μονοπατιού που είναι έγκυρο για τη νέα πηγή. Για παράδειγμα, εάν ο host 2 μεταδίδει διάφορους συρμούς βίντεο, ο host 3 μπορεί να γυρίσει από τον ένα στον άλλο κατά βούληση χωρίς να αλλάξει την κράτηση του: οι δρομολογητές δεν νοιάζονται για το πρόγραμμα που παρακολουθεί ο δέκτης.

14. Έλεγχος Συμφόρησης στα ATM

Ακόμη και με τη μορφοποίηση κίνησης, τα δίκτυα ATM δεν ικανοποιούν αυτομάτως τις απαιτήσεις επίδοσης που διατυπώθηκαν στη σύμβαση κίνησης. Για παράδειγμα, η συμφόρηση στους ενδιάμεσους μεταγωγείς είναι πάντα ένα ενδεχόμενο πρόβλημα, ιδίως όταν πλέον των 350.000 κελιών/sec ρέουν συνεχώς σε κάθε γραμμή κι ο μεταγωγέας έχει 100 γραμμές. Κατά συνέπεια, έχει γίνει μεγάλη μελέτη για το θέμα της επίδοσης και της συμφόρησης στα δίκτυα ATM.

Τα δίκτυα ATM πρέπει να αντιμετωπίσουν τόσο τη μακροπρόθεσμη συμφόρηση που προκαλείται όταν εισέρχεται περισσότερη κίνηση απ' όση μπορεί να χειριστεί το σύστημα, όσο και τη βραχυπρόθεσμη συμφόρηση που προκαλείται από το καταγωγιστικό τμήμα της κίνησης. Ως αποτέλεσμα, χρησιμοποιούνται πολλές διαφορετικές στρατηγικές μαζί. Οι πιο σημαντικές απ' αυτές εμπίπτουν σε τρεις κατηγορίες:

1. Έλεγχος εισόδου
2. Δέσμευση πόρων
3. Έλεγχος συμφόρησης βάσει του ρυθμού

Τώρα θα συζητήσουμε καθεμία απ' αυτές τις στρατηγικές με τη σειρά τους.

Έλεγχος Εισόδου

Σε δίκτυα χαμηλών ταχυτήτων, συνήθως αρκεί να περιμένουμε πρώτα να συμβεί η συμφόρηση και μετά να αντιδράσουμε σ' αυτή με το να ειδοποιήσουμε την πηγή των πακέτων να επιβραδύνει. Σε δίκτυα υψηλών ταχυτήτων, αυτή η προσέγγιση συνήθως δεν λειτουργεί τόσο καλά, επειδή στο διάστημα που μεσολαβεί ανάμεσα στην αποστολή της ειδοποίησης και την άφιξη της ειδοποίησης στην πηγή μπορεί να καταφτάσουν χιλιάδες επιπρόσθετων πακέτων.

Επιπλέον, πολλά δίκτυα ATM έχουν πηγές κίνησης πραγματικού χρόνου, που παράγουν δεδομένα με ενδογενή ρυθμό. Το να πεις σε μια τέτοια πηγή να επιβραδύνει μπορεί να μη δουλέψει (φανταστείτε ένα καινούριο ψηφιακό τηλέφωνο μ' ένα κόκκινο λαμπάκι που, όταν εντοπίζεται συμφόρηση, ανάβει και ο ομιλητής θα πρέπει να μιλάει 25% πιο αργά).

Συνεπώς, τα δίκτυα ATM δίνουν έμφαση στην πρόληψη της συμφόρησης πριν αυτή εμφανιστεί. Ωστόσο, για κίνηση CBR, VBR και UBR, απουσιάζει εντελώς ο δυναμικός έλεγχος συμφόρησης. Έτσι ακόμα και ένα γραμμάριο πρόληψης αξίζει όσο ένα κιλό (ή ακόμη καλύτερα όσο ένας τόνος) θεραπείας. Ένα σημαντικό εργαλείο για την πρόληψη της συμφόρησης είναι ο έλεγχος εισόδου (admission control). Όταν ο host θέλει ένα καινούριο νοητό κύκλωμα, πρέπει να περιγράψει την κίνηση που πρόκειται να προσφερθεί και την αναμενόμενη υπηρεσία. Το δίκτυο μπορεί τότε να ελέγξει το κατά πόσον είναι δυνατό να χειριστεί αυτήν τη σύνδεση χωρίς να επηρεάσει αρνητικά τις ήδη υπάρχουσες συνδέσεις. Θα πρέπει να εξεταστούν πολλές

εναλλακτικές διαδρομές για να βρεθεί μία που μπορεί να κάνει τη δουλειά. Εάν δεν μπορεί να εντοπιστεί καμία διαδρομή, η κλήση απορρίπτεται.

Η απόρριψη της εισόδου θα πρέπει να γίνεται δίκαια. Είναι δίκαιο ένας σπιτόγατος να κάνει ζάπινγκ ανάμεσα σε δεκάδες τηλεοπτικά προγράμματα και να παρεμποδίζει εκατό εργασιομανείς από το να διαβάσουν το ηλεκτρονικό ταχυδρομείο τους; Εάν δεν εφαρμοστεί κάποιος έλεγχος, ένας μικρός αριθμός χρηστών με μεγάλο εύρος ζώνης μπορεί να επηρεάσει σοβαρά πολλούς χρήστες μικρού εύρους ζώνης. Για να αποτραπεί αυτό, οι χρήστες θα πρέπει να διαιρεθούν σε κατηγορίες βάσει της χρήσης. Η πιθανότητα άρνησης υπηρεσίας θα πρέπει να είναι περίπου η ίδια για όλες τις κατηγορίες (ενδεχομένως με το να δοθεί σε κάθε κατηγορία η δικιά της δεξαμενή πόρων).

Δέσμευση Πόρων

Στενά συνδεδεμένη με τον έλεγχο εισόδου είναι η τεχνική της εκ των προτέρων δέσμευσης πόρων (resource reservation), συνήθως τη στιγμή της εγκατάστασης κλήσης. Εφόσον ο περιγραφέας κίνησης δίνει τον μέγιστο ρυθμό κελιών, το δίκτυο έχει τη δυνατότητα δέσμευσης αρκετού εύρους ζώνης κατά μήκος της διαδρομής ώστε να αντιμετωπίσει αυτόν τον ρυθμό. Το εύρος ζώνης μπορεί να δεσμεύεται βάζοντας το μήνυμα SETUP να κρατά εύρος ζώνης σε κάθε γραμμή που διασχίζει, εξασφαλίζοντας, βέβαια, ότι το συνολικό εύρος ζώνης που δεσμεύεται είναι μικρότερο από τη χωρητικότητα της γραμμής. Εάν το μήνυμα SETUP συναντήσει μια γεμάτη γραμμή, τότε θα πρέπει να οπισθοχωρήσει και να ψάξει για εναλλακτική διαδρομή.

Ο περιγραφέας κίνησης μπορεί να περιέχει όχι μόνο το μέγιστο εύρος ζώνης, αλλά επίσης και το μέσο εύρος ζώνης. Εάν κάποιος host θέλει, για παράδειγμα, μέγιστο εύρος ζώνης των 100.000 κελιών/sec, αλλά το μέσο εύρος ζώνης είναι μόνο 20.000 κελιά/sec, θεωρητικά, θα μπορούσαν πέντε τέτοια κυκλώματα να πολυπλεχθούν πάνω στην ίδια φυσική ζεύξη. Το πρόβλημα είναι ότι και οι πέντε συνδέσεις μπορεί να είναι αδρανείς για μισή ώρα και μετά να αρχίσουν να μεταδίδουν με το μέγιστο ρυθμό, προκαλώντας μαζική απώλεια κελιών. Επειδή η κίνηση VBR μπορεί να πολυπλεχθεί στατιστικά, μπορεί να υπάρξουν προβλήματα. Ακόμη μελετώνται λύσεις.

Έλεγχος Συμφόρησης Βάσει του Ρυθμού

Στην κίνηση CBR και VBR, δεν είναι γενικά δυνατόν να επιβραδύνει ο πομπός, ακόμη και στην περίπτωση συμφόρησης, επειδή η πηγή πληροφορίας είναι, από τη φύση της, πραγματικού χρόνου ή σχεδόν πραγματικού χρόνου. Στην κίνηση UBR, κανένας δεν ενδιαφέρεται εάν υπάρχουν υπερβολικά πολλά κελιά, τα περίσσια απλώς απορρίπτονται.

Ωστόσο, στην κίνηση ABR, είναι δυνατό και λογικό το δίκτυο να ειδοποιεί έναν ή περισσότερους πομπούς και να τους ζητήσει να επιβραδύνουν προσωρινά, μέχρις ότου το δίκτυο να συνέλθει. Είναι προς το συμφέρον του αποστολέα να

συμμορφωθεί, αφού το δίκτυο μπορεί πάντα να τον τιμωρήσει απορρίπτοντας τα (περίσσια) κελιά του.

Το πώς θα πρέπει να ανιχνεύεται, σηματοδοτείται και ελέγχεται η συμμόρφωση στην κίνηση ABR ήταν καυτό θέμα κατά τη διάρκεια της δημιουργίας του πρότυπου ATM, με ζωηρά επιχειρήματα για διάφορες προτεινόμενες λύσεις. Ας κοιτάξουμε τώρα σύντομα μερικές από τις λύσεις που απορρίφθηκαν πριν εξετάσουμε τη νικήτρια.

Σε μια πρόταση, όποτε ο αποστολέας ήθελε να στείλει καταγιισμό δεδομένων, έπρεπε πρώτα να στείλει ένα ειδικό κελί για να δεσμεύσει το αναγκαίο εύρος ζώνης. Με την επιστροφή της επαλήθευσης, ο καταγιισμός θα μπορούσε να αρχίσει. Το πλεονέκτημα εδώ είναι ότι ποτέ δεν συμβαίνει συμμόρφωση επειδή το αναγκαίο εύρος ζώνης είναι πάντα παρόν όταν χρειάζεται. Το ATM Forum απέρριψε αυτή τη λύση εξ αιτίας της ενδεχομένως μεγάλης καθυστέρησης μέχρι ο host να αρχίσει τη μετάδοση.

Μια δεύτερη πρόταση είχε μεταγωγείς που έστελναν πίσω κελιά φραγής κάθε φορά που άρχιζε να συμβαίνει συμμόρφωση. Με τη λήψη τέτοιου κελιού, ο αποστολέας αναμένονταν να μειώσει στο μισό τον τρέχοντα ρυθμό μετάδοσης κελιών του. Για την επαναφορά του ρυθμού στην προηγούμενη τιμή του, όταν θα εξαλειφόταν η συμμόρφωση, προτάθηκαν διάφορα σχέδια. Αυτή η μέθοδος απορρίφτηκε επειδή τα κελιά φραγής μπορούσαν να χαθούν λόγω της συμμόρφωσης και επειδή η μέθοδος δεν φαινόταν να είναι δίκαιη για τους μικρούς χρήστες. Για παράδειγμα, ας υποθέσουμε ότι ένας μεταγωγέας παίρνει συρμούς των 100 Mbps από πέντε χρήστες και ένα συρμό των 100 kbps από έναν άλλο χρήστη. Πολλά από τα μέλη της επιτροπής ένιωσαν ότι δεν ήταν σωστό να πούνε στον χρήστη των 100 kbps να παραχωρήσει 50 kbps επειδή προκαλούσε υπερβολική συμμόρφωση.

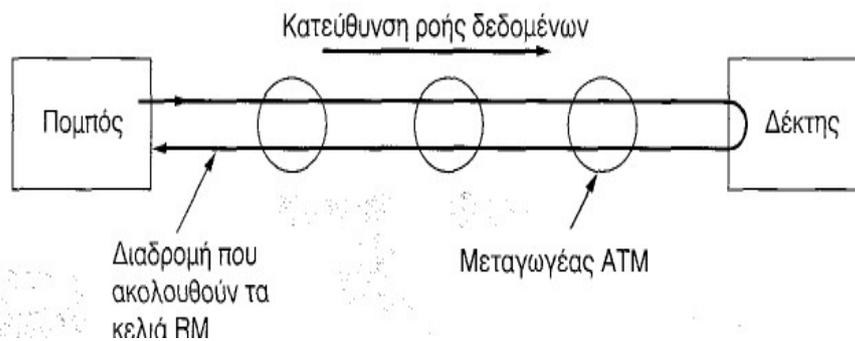
Μια τρίτη πρόταση χρησιμοποίησε το γεγονός ότι τα όρια των πακέτων σηματοδοτούνται από ένα bit που βρίσκεται στο τελευταίο κελί. Η ιδέα εδώ ήταν να απορριφθούν κελιά ώστε να ανακουφισθεί η συμμόρφωση αλλά αυτό να γίνεται με μεγάλη επιλεκτικότητα. Ο μεταγωγέας έπρεπε να σαρώνει τον εισερχόμενο συρμό κελιών για το τέλος ενός πακέτου και μετά να απορρίπτει όλα τα κελιά του επόμενου πακέτου. Βέβαια, αυτό το πακέτο θα μεταδιδόταν αργότερα, αλλά η απόρριψη όλων των k κελιών σε ένα πακέτο, συντελεί στην επαναμετάδοση ενός πακέτου, κάτι που είναι πολύ καλύτερο από την απόρριψη k τυχαίων κελιών, που θα μπορούσε να οδηγήσει στην επαναμετάδοση k πακέτων. Αυτή η μέθοδος απορρίφτηκε για λόγους δικαιοσύνης, διότι το επόμενο σημάδι τέλους πακέτου μπορεί να μην ανήκει στον αποστολέα που υπερφορτώνει τον μεταγωγέα. Επίσης η λύση δεν χρειαζόταν να τυποποιηθεί. Κάθε κατασκευαστής μεταγωγέων είναι ελεύθερος να διαλέξει τα κελιά που θα απορριφθούν όταν συμβεί συμμόρφωση.

Μετά από πολύ συζήτηση, η μάχη επικεντρώθηκε σε δύο διεκδικητές, μια λύση βασιζόμενη σε πιστώσεις (Kung and Morris 1995) και μια λύση βασιζόμενη στον ρυθμό (Bonomi and Fendick 1995). Η βασιζόμενη σε πιστώσεις λύση ήταν ουσιαστικά ένα δυναμικό πρωτόκολλο ολισθαίνοντος παραθύρου. Απαιτούσε από κάθε μεταγωγέα να διατηρεί, για κάθε νοητό κύκλωμα, μία πίστωση - ουσιαστικά έναν αριθμό χώρων προσωρινής αποθήκευσης που δεσμεύονται γι' αυτό το κύκλωμα. Όσο κάθε μεταδιδόμενο κελί είχε τον χώρο προσωρινής αποθήκευσης που περίμενε, δεν μπορούσε ποτέ να προκύψει συμμόρφωση.

Το εναντίον της επιχείρημα ήρθε από τους κατασκευαστές μεταγωγέων. Δεν ήθελαν να κάνουν τη λογιστική για να κρατούν σε λογαριασμό τις πιστώσεις και δεν ήθελαν να δεσμεύουν εκ των προτέρων τόσους πολλούς χώρους προσωρινής αποθήκευσης. Η αναγκαία επιβάρυνση και σπατάλη θεωρήθηκε ότι ήταν πολύ μεγάλη και έτσι, στο τέλος, υιοθετήθηκε η μέθοδος ελέγχου συμμόρφωσης βάσει του

ρυθμού. Δουλεύει ως εξής.

Το βασικό μοντέλο είναι ότι μετά από k κελιά δεδομένων, κάθε αποστολέας μεταδίδει το ειδικό κελί διαχείρισης πόρων RM (Resource Management). Αυτό το κελί ταξιδεύει κατά μήκος της ίδιας διαδρομής με τα κελιά δεδομένων, αλλά τυχαίνει ειδικής μεταχείρισης από τους μεταγωγείς. Όταν φτάνει στον προορισμό, εξετάζεται, ενημερώνεται και στέλνεται πίσω στον αποστολέα. Η πλήρης διαδρομή για τα κελιά RM φαίνεται στο Σχ. 14-1.



Σχ. 14-1. Η διαδρομή που ακολουθούν τα κελιά RM.

Επιπλέον, υπάρχουν κι άλλοι δύο μηχανισμοί ελέγχου συμφόρησης. Πρώτον, οι υπερφορτωμένοι μεταγωγείς μπορούν αυθόρμητα να παράγουν κελιά RM και να τα στείλουν πίσω στον αποστολέα. Δεύτερον, οι υπερφορτωμένοι μεταγωγείς μπορούν να ρυθμίσουν το μεσαίο bit του PTI στα κελιά δεδομένων που ταξιδεύουν από τον πομπό προς τον δέκτη. Καμία από τις μεθόδους αυτές δεν είναι παρόλα αυτά αξιόπιστη, αφού αυτά τα κελιά μπορεί να χαθούν στη συμφόρηση χωρίς να γίνουν αντιληπτά. Σε αντίθεση, ένα χαμένο κελί RM θα γίνει αντιληπτό από τον πομπό, εάν δεν επιστρέψει επιτυχώς μέσα στο αναμενόμενο χρονικό διάστημα. Παρεμπιπτόντως, το CLP bit δεν χρησιμοποιείται στον έλεγχο συμφόρησης του ABR.

Ο έλεγχος συμφόρησης στην ABR βασίζεται στην ιδέα ότι κάθε αποστολέας έχει έναν τρέχοντα πραγματικό ρυθμό κελιών ACR (Actual Cell Rate) που βρίσκεται ανάμεσα στο MCR και στο PCR. Όταν συμβαίνει συμφόρηση, το ACR μειώνεται (αλλά όχι κάτω από το MCR). Όταν η συμφόρηση απουσιάζει, το ACR αυξάνει (αλλά όχι πάνω από το PCR). Κάθε κελί RM που έχει σταλεί περιέχει τον ρυθμό με τον οποίο ο πομπός θα ήθελε επί του παρόντος να μεταδώσει, πιθανώς το PCR, ίσως λιγότερο. Αυτή η τιμή καλείται εκπεφρασμένος ρυθμός ER (Explicit Rate). Καθώς το κελί RM περνάει από διάφορους μεταγωγείς στον δρόμο του προς τον δέκτη, αυτοί που έχουν συμφορηθεί μπορεί να μειώσουν το ER. Κανένας μεταγωγέας δεν μπορεί να το μεγαλώσει. Η μείωση μπορεί να συμβεί τόσο στην προς τα εμπρός όσο και προς την αντίστροφη κατεύθυνση. Όταν ο πομπός πάρει πίσω το κελί RM, τότε μπορεί να δει ποιος είναι ο ελάχιστος αποδεκτός ρυθμός για όλους τους μεταγωγείς κατά μήκος της διαδρομής. Μπορεί τότε να ρυθμίσει το ACR, εάν χρειάζεται, για να το ευθυγραμμίσει με αυτό που μπορεί να χειριστεί ο βραδύτερος μεταγωγέας.

Ο μηχανισμός συμφόρησης που χρησιμοποιεί το μεσαίο bit του PTI ενσωματώνεται στα κελιά RM βάζοντας τον αποδέκτη να περιλαμβάνει αυτό το bit (που έχει ληφθεί από το τελευταίο κελί δεδομένων) σε κάθε κελί RM που στέλνεται πίσω. Το bit δεν μπορεί να ληφθεί από το ίδιο το κελί RM επειδή όλα τα κελιά RM έχουν το bit ίσο με 1.

15. Έλεγχος Συμφόρησης στο TCP

Όταν σε κάποιο δίκτυο προσφέρεται περισσότερο φορτίο απ' αυτό που μπορεί να αντιμετωπίσει, εμφανίζεται συμφόρηση. Το Internet δεν αποτελεί εξαίρεση. Στην ενότητα αυτή, θα συζητήσουμε αλγόριθμους που έχουν αναπτυχθεί κατά την τελευταία δεκαετία για να αντιμετωπίσουν τη συμφόρηση. Αν και τη συμφόρηση προσπαθεί να αντιμετωπίσει και το στρώμα δικτύου, την κύρια ευθύνη παίρνει το TCP, επειδή η πραγματική λύση για τη συμφόρηση είναι η επιβράδυνση του ρυθμού δεδομένων.

Θεωρητικά, η συμφόρηση μπορεί να αντιμετωπισθεί με τη βοήθεια μιας αρχής δανεισμένης από τη Φυσική: το νόμο διατήρησης των πακέτων. Η ιδέα είναι να μην επιτραπεί η εισχώρηση ενός νέου πακέτου στο δίκτυο μέχρι να το εγκαταλείψει (δηλαδή, παραδοθεί) κάποιο παλαιότερο. Το TCP προσπαθεί να επιτύχει αυτό, ρυθμίζοντας δυναμικά το μέγεθος παραθύρου.

Το πρώτο βήμα για να αντιμετωπισθεί η συμφόρηση είναι ο εντοπισμός της. Παλαιότερα, ο εντοπισμός της συμφόρησης ήταν δύσκολος. Μια εκπνοή χρόνου που προκλήθηκε από χαμένο πακέτο, μπορεί να είχε προκληθεί είτε (1) από θόρυβο σε μια γραμμή είτε (2) από απόρριψη πακέτου σε δρομολογητή λόγω συμφόρησης. Ήταν δύσκολο να γίνει διάκριση.

Σήμερα, είναι σχετικά σπάνια η απώλεια πακέτου λόγω λαθών μετάδοσης, επειδή οι περισσότερες ζεύξεις μεγάλων αποστάσεων είναι οπτικές (παρότι τα ασύρματα δίκτυα είναι μια άλλη ιστορία). Συνεπώς οι περισσότερες εκπνοές χρόνου μετάδοσης στο Internet οφείλονται σε συμφόρηση. Όλοι οι αλγόριθμοι TCP του Internet υποθέτουν ότι οι εκπνοές χρόνου προκαλούνται από συμφόρηση και τις παρακολουθούν για να εντοπίσουν τα προβλήματα, όπως οι μεταλλωρύχοι παρακολουθούσαν τα καναρίνια τους.

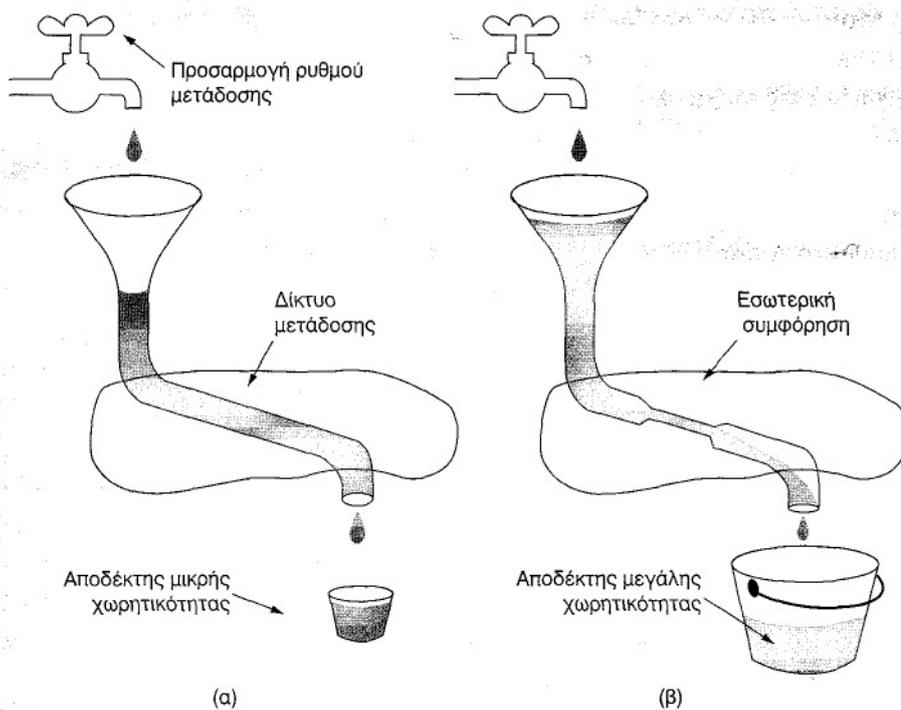
Προτού συζητήσουμε το πώς αντιδρά το TCP στη συμφόρηση, ας περιγράψουμε πρώτα τι κάνει για να εμποδίσει κατ' αρχήν την εμφάνιση της. Όταν εγκαθίσταται μια σύνδεση, πρέπει να επιλεγεί κατάλληλο μέγεθος παραθύρου. Ο αποδέκτης μπορεί να καθορίσει το παράθυρο βάσει του μεγέθους του χώρου προσωρινής αποθήκευσης του. Αν ο αποστολέας δεχτεί αυτό το μέγεθος παραθύρου, δεν θα υπάρξουν προβλήματα λόγω υπερχειλίσις της μνήμης στη λήψη, αλλά ακόμη προκύπτουν λόγω εσωτερικής συμφόρησης στο δίκτυο.

Στο Σχ. 15-1, βλέπουμε το υδραυλικό ισοδύναμο του προβλήματος. Στο Σχ. 15-1(α) βλέπουμε έναν σωλήνα μεγάλης διαμέτρου που καταλήγει σε αποδέκτη μικρής χωρητικότητας. Για όσο διάστημα ο αποστολέας δεν στέλνει περισσότερο νερό απ' όσο χωράει ο κουβάς, δεν χάνεται νερό. Στο Σχ. 15-1(β), ο περιοριστικός παράγοντας δεν είναι η χωρητικότητα του κουβά, αλλά η χωρητικότητα του δικτύου. Αν εισαχθεί μεγάλη ποσότητα νερού υπερβολικά γρήγορα, κάποια ποσότητα θα γυρίσει προς τα πίσω και θα χαθεί (εδώ με υπερχειλίση στο χωνί).

Η λύση του Internet είναι να γίνει αντιληπτό ότι υπάρχουν δύο ενδεχόμενα προβλήματα - η χωρητικότητα του δικτύου και η χωρητικότητα του αποδέκτη -και να αντιμετωπισθεί το καθένα τους ξεχωριστά. Για να γίνει αυτό, κάθε αποστολέας διατηρεί δύο παράθυρα: το παράθυρο που του έχει διαθέσει ο αποδέκτης και ένα δεύτερο παράθυρο, το παράθυρο συμφόρησης (congestion window). Καθένα αντανακλά το πλήθος byte που μπορεί να μεταδώσει ο αποστολέας. Το πλήθος byte που μπορούν να σταλούν είναι το μικρότερο από τα δύο παράθυρα. Έτσι το ουσιαστικό παράθυρο είναι το ελάχιστο αυτού που αποδέχεται ο αποστολέας και αυτού που αποδέχεται ο αποδέκτης. Αν ο αποδέκτης πει "Στείλε 8K", αλλά ο

αποστολέας γνωρίζει ότι καταιγισμοί μεγαλύτεροι των 4K φρακάρουν στο δίκτυο, τότε θα στείλει 4K. Από την άλλη πλευρά, αν ο δέκτης πει "Στείλε 8K" και ο αποστολέας γνωρίζει ότι δεν υπάρχει πρόβλημα για καταιγισμούς μέχρι και τα 32K, στέλνει τα ζητούμενα 8K.

Όταν εγκαθίσταται σύνδεση, ο αποστολέας αρχικοποιεί το μέγεθος του παραθύρου συμφόρησης ίσο με το μέγεθος του μεγαλύτερου τεμαχίου που χρησιμοποιείται στη σύνδεση. Κατόπιν, στέλνει ένα μέγιστο τεμάχιο. Αν αυτό το τεμάχιο επαληθευθεί έγκαιρα, προσθέτει το μέγεθος σε byte ενός τεμαχίου στο παράθυρο συμφόρησης, έτσι ώστε το τελευταίο να αντιστοιχεί σε δύο τεμάχια μέγιστου μεγέθους και κατόπιν στέλνει δύο τεμάχια. Καθώς επαληθεύεται το καθένα από αυτά τα τεμάχια, το παράθυρο συμφόρησης αυξάνει κατά το μέγεθος ενός μέγιστου τεμαχίου. Όταν το παράθυρο συμφόρησης έχει μέγεθος n τεμάχια, και αν και τα n επαληθευθούν έγκαιρα, το μέγεθος του παραθύρου συμφόρησης αυξάνεται κατά το πλήθος των byte που αντιστοιχούν σε n τεμάχια. Ουσιαστικά, κάθε καταιγισμός που επαληθεύεται επιτυχώς διπλασιάζει το παράθυρο συμφόρησης.



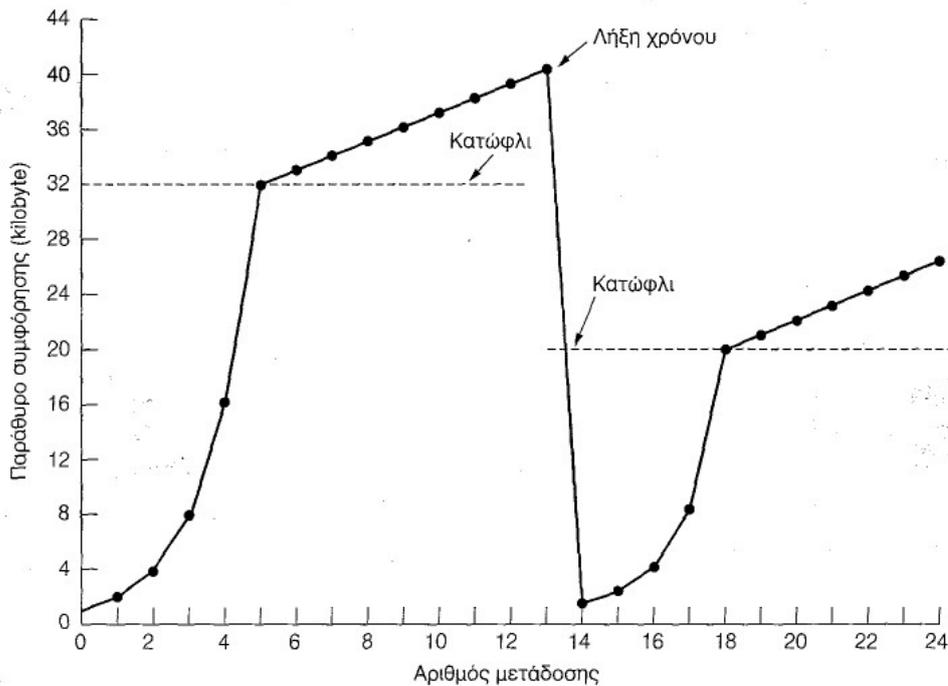
Σχ. 15-1. (α) Ταχύ δίκτυο που τροφοδοτεί αποδέκτη χαμηλής χωρητικότητας, (β) Αργό δίκτυο που τροφοδοτεί αποδέκτη υψηλής χωρητικότητας.

Το παράθυρο συμφόρησης συνεχίζει να αυξάνει εκθετικά μέχρι, είτε να προκύψει εκπνοή χρόνου είτε να φτάσει στο μέγεθος του παραθύρου του αποδέκτη. Η ιδέα είναι, ότι αν καταιγισμοί, π.χ., των 1.024, 2.048 και 4.096 byte δεν προκαλούν πρόβλημα, αλλά η αποστολή 8.192 byte προκαλεί την εκπνοή χρόνου, το παράθυρο συμφόρησης πρέπει να ρυθμισθεί στα 4.096 byte για να αποφευχθεί η συμφόρηση. Όσο το μέγεθος του παραθύρου συμφόρησης μένει στα 4.096, δεν θα σταλούν καταιγισμοί μεγαλύτεροι από αυτό, ανεξάρτητα από τον διαθέσιμο χώρο παραθύρου που επιτρέπει ο αποδέκτης. Αυτός ο αλγόριθμος καλείται αργή αρχή (slow start), όμως δεν είναι καθόλου αργός (Jacobson 1988). Είναι εκθετικός. Όλες οι υλοποιήσεις TCP είναι υποχρεωμένες να τον υποστηρίζουν.

Ας δούμε τώρα τον αλγόριθμο ελέγχου συμφόρησης του Internet. Αυτός χρησιμοποιεί μια τρίτη παράμετρο, το κατώφλι (threshold), αρχικά 64K, πέραν από τα παράθυρα αποδέκτη και συμφόρησης. Όταν προκύψει εκπνοή χρόνου, το κατώφλι ρυθμίζεται στο μισό του τρέχοντος παραθύρου συμφόρησης και το παράθυρο συμφόρησης τίθεται ξανά ίσο μ' ένα μέγιστο τεμάχιο. Η αργή αρχή χρησιμοποιείται πάλι για να αποφασισθεί το τι μπορεί να αντιμετωπίσει το δίκτυο, αλλά η εκθετική αύξηση σταματά όταν το μέγεθος φτάσει στο κατώφλι. Από εκεί και πέρα, οι επιτυχημένες μεταδόσεις προκαλούν γραμμική αύξηση στο παράθυρο συμφόρησης, ένα μέγιστο τεμάχιο ανά καταγισμό αντί του ενός ανά τεμάχιο. Ουσιαστικά, αυτός ο αλγόριθμος μαντεύει ότι είναι πιθανώς αποδεκτό να μειώσει το παράθυρο συμφόρησης στο μισό και μετά συνεχίζει από εκεί τη βαθμιαία αύξηση του.

Ως επίδειξη του τρόπου λειτουργίας του αλγόριθμου για τη συμφόρηση, δες Σχ. 15-2. Εδώ το μέγιστο μέγεθος τεμαχίου είναι 1.024 byte. Αρχικά το παράθυρο συμφόρησης ήταν 64K, αλλά προέκυψε εκπνοή χρόνου κι έτσι το κατώφλι τέθηκε στα 32K και το παράθυρο συμφόρησης στο 1K για τη μετάδοση 0 στο σχήμα. Στη συνέχεια, το παράθυρο συμφόρησης μεγαλώνει εκθετικά μέχρι να φτάσει στο κατώφλι (32 K). Στο εξής αυξάνει γραμμικά.

Η μετάδοση 13 είναι άτυχη (με τέτοιο αριθμό, θα έπρεπε να το περιμένει) και έχουμε εκπνοή χρόνου. Το κατώφλι τίθεται ίσο με το μισό μέγεθος του τρέχοντος παραθύρου (που τώρα είναι 40K, έτσι το μισό είναι 20K) και ξεκινά και πάλι η αργή αρχή. Όταν καταφθάσουν οι επαληθεύσεις, οι πρώτες τέσσερις αυξάνουν το παράθυρο συμφόρησης κατά ένα τεμάχιο η κάθε μία τους, αλλά μετά απ' αυτό, η αύξηση γίνεται και πάλι γραμμική.



Σχ. 15-2. Παράδειγμα του αλγόριθμου συμφόρησης στο Internet.

Αν δεν συμβούν άλλες εκπνοές χρόνου, το παράθυρο συμφόρησης θα συνεχίσει να αυξάνει, μέχρι το μέγεθος του παραθύρου του αποδέκτη. Σ' αυτό το σημείο θα σταματήσει να μεγαλώνει και θα μείνει σταθερό για όσο δεν συμβαίνουν εκπνοές χρόνου και δεν αλλάζει μέγεθος το παράθυρο του αποδέκτη. Εδώ ας προστεθεί ότι αν φθάσει το SOURCE QUENCH πακέτο ICMP και περάσει στο TCP, το γεγονός αυτό αντιμετωπίζεται ως εκπνοή χρόνου.

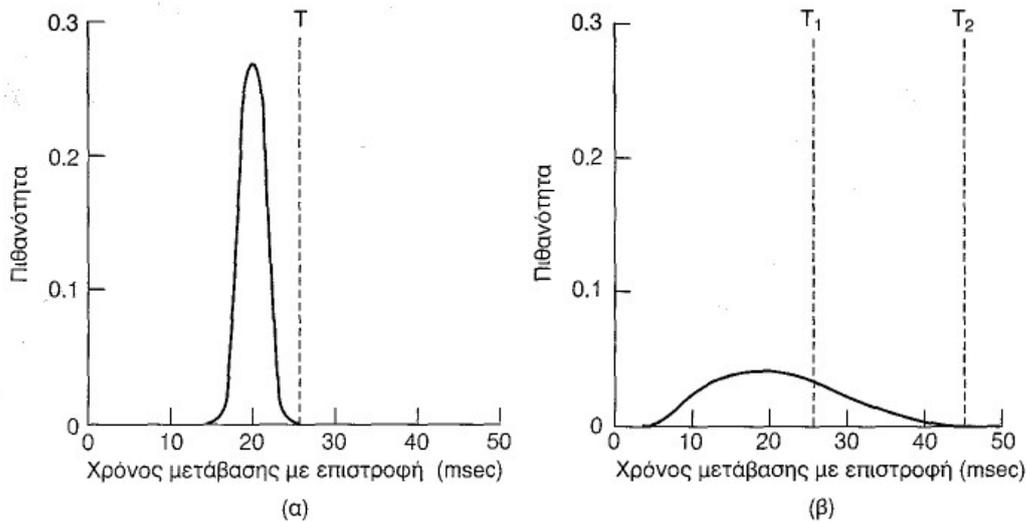
Η δουλειά για να βελτιωθεί ο μηχανισμός ελέγχου συμφόρησης συνεχίζεται. Για παράδειγμα, οι Brakmo et al, (1994) έχουν αναφέρει ότι η διέλευση (throughput) του TCP βελτιώνεται κατά 40% έως 70% με ακριβέστερο χειρισμό του ρολογιού, με πρόβλεψη της συμφόρησης πριν συμβούν εκπνοές χρόνου και με χρήση αυτού του συστήματος έγκαιρης προειδοποίησης για να βελτιωθεί ο αλγόριθμος της αργής αρχής.

16. Διαχείριση Χρονομετρητών στο TCP

Το TCP χρησιμοποιεί πολλούς χρονομετρητές (θεωρητικά, τουλάχιστον) για να κάνει τη δουλειά του. Ο πιο σπουδαίος απ' αυτούς είναι ο χρονομετρητής αναμετάδοσης (retransmission timer). Όταν στέλνεται ένα τεμάχιο, ξεκινά ένας χρονομετρητής αναμετάδοσης. Αν η λήψη του τεμαχίου επαληθευθεί πριν εκπνεύσει, τότε ο χρονομετρητής σταματά. Αν, αντίθετα, εκπνεύσει πριν φτάσει η επαλήθευση, το τεμάχιο μεταδίδεται ξανά (και ξεκινά πάλι ο χρονομετρητής). Το ερώτημα που ανακύπτει είναι: πόσο μεγάλο πρέπει να είναι το χρονικό διάστημα πριν εκπνεύσει το χρονόμετρο.

Αυτό το πρόβλημα είναι πολύ πιο δύσκολο στο στρώμα μεταφοράς του Internet, απ' ό,τι στα γενικά πρωτόκολλα ζεύξης δεδομένων. Στην τελευταία περίπτωση, η αναμενόμενη καθυστέρηση είναι προβλέψιμη (δηλαδή, έχει μικρή μεταβλητότητα) και άρα ο χρονομετρητής μπορεί να ρυθμισθεί έτσι ώστε να λήγει ελάχιστα αργότερα από την αναμενόμενη άφιξη επαλήθευσης, όπως φαίνεται στο Σχ. 16-1(α). Εφόσον οι επαληθεύσεις σπάνια καθυστερούν στο στρώμα ζεύξης δεδομένων, η απουσία επαλήθευσης την αναμενόμενη στιγμή εν γένει σημαίνει ότι το πλαίσιο ή η επαλήθευση χάθηκε.

Το TCP αντιμετωπίζει ένα ριζικά διαφορετικό περιβάλλον. Η συνάρτηση πυκνότητας πιθανότητας του χρόνου που χρειάζεται μια επαλήθευση TCP για να επιστρέψει μοιάζει περισσότερο με το Σχ. 16-1(β) παρά με το Σχ. 16-1(α). Ο καθορισμός του απαιτούμενου χρόνου μετάβασης με επιστροφή στον προορισμό είναι προβληματικός. Ακόμη και όταν αυτός είναι γνωστός, η απόφαση για το χρονικό διάστημα εκπνοής είναι δύσκολη. Αν αυτό τεθεί πολύ μικρό, ας πούμε T1, στο Σχ. 16-1(β), θα προκύψουν περιττές αναμεταδόσεις, που θα φρακάρουν το Internet μ' άχρηστα πακέτα. Αν τεθεί πολύ μεγάλο, T2, η επίδοση θα μειωθεί λόγω της μεγάλης καθυστέρησης αναμετάδοσης που θα προκύπτει όταν χαθεί ένα πακέτο. Επιπλέον, η μέση τιμή και η μεταβλητότητα της κατανομής των αφίξεων επαληθεύσεων μπορούν να αλλάξουν απότομα, σε λίγα δευτερόλεπτα, καθώς η συμφόρηση αυξάνει ή μειώνεται.



Σχ. 16-1. (α) Συνάρτηση πυκνότητας πιθανότητας των χρόνων άφιξης επαληθεύσεων στο στρώμα ζεύξης δεδομένων, (β) Συνάρτηση πυκνότητας πιθανότητας των χρόνων άφιξης επαληθεύσεων στο TCP.

Η λύση είναι η χρήση ενός δυναμικού αλγόριθμου που να ρυθμίζει συνεχώς το χρονικό διάστημα εκπομπής, βασιζόμενος σε συνεχείς μετρήσεις της επίδοσης του δικτύου. Ο αλγόριθμος που χρησιμοποιείται εν γένει στο TCP οφείλεται στον Jacobson (1988) και λειτουργεί ως εξής. Για κάθε σύνδεση, το TCP διατηρεί μία μεταβλητή, την RTT, που είναι η καλύτερη τρέχουσα εκτίμηση του χρόνου μετάβασης με επιστροφή στον προορισμό. Όταν στέλνεται ένα τεμάχιο, ξεκινά ένας χρονομετρητής, τόσο για να διαπιστωθεί πόσος χρόνος απαιτείται για τη λήψη επαλήθευσης όσο και για να προκληθεί αναμετάδοση, αν η επαλήθευση αργήσει υπερβολικά. Αν η επαλήθευση επιστρέψει πριν εκπνεύσει το χρονομέτρο, το TCP μετρά τον χρόνο που χρειάστηκε η επαλήθευση, έστω M . Ενημερώνει τότε την RTT σύμφωνα με το τύπο:

$$RTT = \alpha RTT + (1 - \alpha)M$$

όπου α είναι μια σταθερά εξομάλυνσης που καθορίζει το βάρος που δίνεται στην παλαιά τιμή. Συνήθως, $\alpha = 7/8$.

Ακόμη και με μια καλή τιμή της RTT, η εκλογή του κατάλληλου χρονικού διαστήματος αναμετάδοσης δεν είναι ασήμαντο θέμα. Κανονικά, το TCP χρησιμοποιεί βRTT , αλλά το κόλπο είναι η εκλογή του β . Στις αρχικές υλοποιήσεις, το β ήταν πάντα 2, αλλά η εμπειρία έδειξε ότι μια σταθερή τιμή δεν ήταν ευέλικτη επειδή αποτύγχανε στην περίπτωση που αυξανόταν η μεταβλητότητα.

Το 1988, ο Jacobson πρότεινε το β να γίνει περίπου ανάλογο της τυπικής απόκλισης της συνάρτησης πυκνότητας πιθανότητας του χρόνου άφιξης επαληθεύσεων, οπότε μεγάλη μεταβλητότητα σημαίνει μεγάλο β και αντιστρόφως. Συγκεκριμένα, πρότεινε τη χρήση της μέσης απόκλισης ως πρόχειρης εκτίμησης της τυπικής απόκλισης. Ο αλγόριθμος του απαιτεί επιπλέον τη γνώση της τιμής μιας άλλης εξομαλυμένης σταθεράς, D , της απόκλισης. Οποτεδήποτε φτάνει μια

επαλήθευση, υπολογίζεται η διαφορά μεταξύ της μέσης και της μετρούμενης τιμής, $\backslash RTT - M \backslash$. Η εξομαλυσμένη τιμή της διατηρείται στην D βάσει του τύπου:

$$D = \alpha D + (1 - \alpha) \backslash RTT - M \backslash$$

όπου το α δεν είναι απαραίτητο να έχει την ίδια τιμή μ' αυτήν που χρησιμοποιήθηκε στην εξομάλυνση του RTT. Παρότι η D δεν είναι ίδια ακριβώς με την τυπική απόκλιση, εν τούτοις, είναι αρκετά καλή και ο Jacobson έδειξε πως θα μπορούσε να υπολογιστεί χρησιμοποιώντας μόνο προσθέσεις ακεραίων, αφαιρέσεις και ολισθήσεις, κάτι που αποτελεί μεγάλο πλεονέκτημα. Οι περισσότερες υλοποιήσεις του TCP χρησιμοποιούν τώρα αυτόν τον αλγόριθμο και θέτουν τον χρόνο εκπνοής ίσον με:

$$\text{Χρόνος εκπνοής} = RTT + 4 * D.$$

Η εκλογή του παράγοντα 4 είναι κάπως αυθαίρετη, έχει όμως δύο πλεονεκτήματα: Πρώτον, ο πολλαπλασιασμός επί 4 μπορεί να γίνει με απλή ολίσθηση. Δεύτερον, ελαχιστοποιεί τις περιττές εκπνοές χρόνου και αναμεταδόσεις, επειδή λιγότερο από το 1% όλων των πακέτων φτάνουν με καθυστέρηση μεγαλύτερη από το τετραπλάσιο της τυπικής απόκλισης. (Στην πραγματικότητα, ο Jacobson αρχικά πρότεινε το 2, αλλά μετέπειτα εργασίες έδειξαν ότι το 4 φέρνει καλύτερα αποτελέσματα).

Ένα πρόβλημα που ανακύπτει από τη δυναμική εκτίμηση του RTT είναι το τι πρέπει να γίνει όταν εκπνεύσει ο χρόνος για ένα τεμάχιο και αυτό ξανασταλεί. Όταν φτάσει η επαλήθευση, δεν είναι ξεκάθαρο αν αυτή αφορά την πρώτη μετάδοση ή μια μετέπειτα αναμετάδοση. Μια λανθασμένη εκτίμηση μπορεί να επηρεάσει σοβαρά τον υπολογισμό του RTT. Ο Phil Karn ανακάλυψε το πρόβλημα με τον δύσκολο τρόπο. Είναι ένας ενθουσιώδης ραδιο-ερασιτέχνης που ενδιαφέρεται για μεταδόσεις πακέτων TCP/IP μέσω του ραδιοπομπού του στον αέρα, ενός περιβόητου αναξιόπιστου μέσου μετάδοσης (στην καλύτερη περίπτωση φτάνουν σωστά τα μισά πακέτα). Πρότεινε κάτι απλό: να μην ενημερώνεται η RTT για όσα τεμάχια έχουν αναμεταδοθεί. Αντίθετα, σε κάθε αποτυχία να διπλασιάζεται ο χρόνος εκπνοής, μέχρις ότου τα τεμάχια περάσουν σωστά για πρώτη φορά. Αυτή η διόρθωση καλείται ο αλγόριθμος του Karn. Τη χρησιμοποιούν οι περισσότερες υλοποιήσεις του TCP.

Ο χρονομετρητής αναμετάδοσης δεν είναι το μόνο χρονόμετρο που χρησιμοποιεί το TCP. Ένας δεύτερος είναι ο χρονομετρητής επιμονής (persistence timer). Σχεδιάστηκε για να αποτρέψει το ακόλουθο αδιέξοδο. Ο δέκτης στέλνει μια επαλήθευση, με μέγεθος παραθύρου 0, λέγοντας στον αποστολέα να περιμένει. Αργότερα, ο δέκτης ενημερώνει το παράθυρο, αλλά το πακέτο με την ενημέρωση χάνεται. Τώρα και ο αποστολέας και ο αποδέκτης περιμένουν ο ένας τον άλλο να κάνει κάτι. Όταν εκπνεύσει το χρονόμετρο επιμονής, ο αποστολέας στέλνει μια διερεύνηση (probe) στον δέκτη. Η απόκριση στη διερεύνηση δίνει το μέγεθος του παραθύρου. Αν αυτό είναι ακόμη 0, ο χρονομετρητής επιμονής αρχίζει πάλι και ο κύκλος επαναλαμβάνεται. Αν είναι διαφορετικό από 0, τότε τα δεδομένα μπορούν να σταλούν.

Ένας τρίτος χρονομετρητής που χρησιμοποιούν μερικές υλοποιήσεις είναι ο χρονομετρητής επιβίωσης (keepalive timer). Όταν μια σύνδεση μείνει ανενεργή για

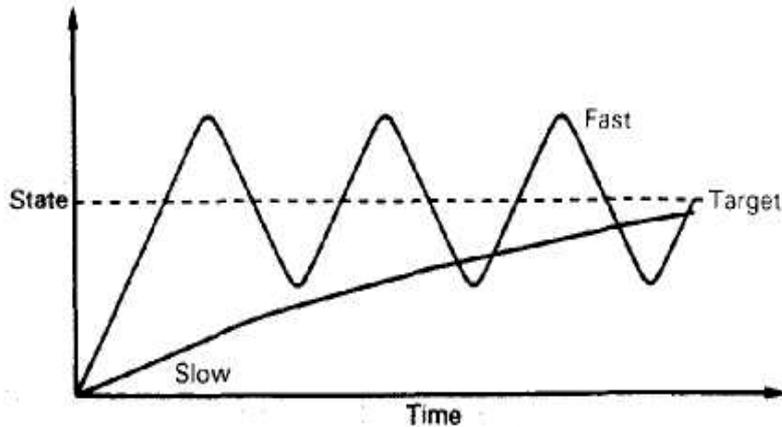
μεγάλο χρονικό διάστημα, ο χρονομετρητής επιβίωσης μπορεί να εκπνεύσει, προκαλώντας τη μια πλευρά να ελέγξει αν η άλλη πλευρά είναι ακόμη εκεί. Αν δεν έλθει ανταπόκριση, η σύνδεση τερματίζεται. Αυτή η δυνατότητα είναι αμφισβητήσιμη επειδή προσθέτει επιβάρυνση και μπορεί να τερματίσει μια κατά τ' άλλα υγιή σύνδεση λόγω ενός μεταβατικού προβλήματος δικτύου.

Ένας τελευταίος χρονομετρητής που χρησιμοποιείται σε κάθε μία από τις συνδέσεις TCP είναι αυτός για την κατάσταση TIMED WATT κατά το κλείσιμο της σύνδεσης. Τρέχει για το διπλάσιο του μέγιστου χρόνου ζωής πακέτου για να διασφαλίσει ότι όταν κλείσει η σύνδεση, όλα τα πακέτα που δημιουργήθηκαν απ' αυτήν, έχουν εξαφανιστεί.

17. Μια Θεμελιώδης Αρχή του Ελέγχου

Όπως δηλώνει το όνομα, το πρόβλημα του ελέγχου συμφόρησης είναι βασικά ένα πρόβλημα ελέγχου. Τα περισσότερα σχέδια ελέγχου συμφόρησης αποτελούνται από έναν μηχανισμό ανατροφοδότησης και έναν μηχανισμό ελέγχου. Στη θεωρία ελέγχου, είναι ευρέως γνωστό ότι η συχνότητα ελέγχου πρέπει να είναι ίση με τη συχνότητα ανατροφοδότησης. Όπως φαίνεται στο σχήμα 17-1, εάν ο έλεγχος είναι πιο γρήγορος από την ανατροφοδότηση, το σύστημα θα έχει ταλαντώσεις και αστάθεια. Αφ' ετέρου, εάν ο έλεγχος είναι πιο αργός από την ανατροφοδότηση, το σύστημα θα είναι βραδύ και αργό να ανταποκριθεί στις αλλαγές. Στο σχεδιασμό των σχεδίων συμφόρησης, είναι σημαντικό να εφαρμοσθεί αυτή η αρχή και να επιλεγεί προσεκτικά το διάστημα ελέγχου. Σε πολλά υπάρχοντα σχέδια αυτό αγνοείται και, αν και καθορίζεται ένας μηχανισμός ανατροφοδότησης όπως η καταστολή πηγής, το ζήτημα του πόσο συχνά να στείλει την ανατροφοδότηση και πόσο να περιμένει πριν να ενεργήσει αφήνεται απροσδιόριστο. Αυτό οδηγεί σε σχέδια που βρίσκονται αργότερα αναποτελεσματικά.

Ένα άλλο μάθημα που μαθαίνουμε από την αρχή της θεωρίας ελέγχου είναι ότι κανένα σχέδιο δεν μπορεί να λύσει τη συμφόρηση που είναι πιο σύντομη από την καθυστέρηση ανατροφοδότησής της. Οι έλεγχοι του επιπέδου μεταφοράς, όπως τα σχέδια δυναμικού παραθύρου (ή ρυθμού), δουλεύουν μόνο εάν η συμφόρηση διαρκεί για μερικές καθυστερήσεις με επιστροφή. Για τη συμφόρηση που η διάρκειά της είναι πιο σύντομη, απαιτούνται έλεγχοι σύνδεσης δεδομένων και επιπέδου δικτύου όπως οι κατηγορίες προτεραιότητας, οι κατηγορίες απομονωτών, και ο περιορισμός απομονωτών εισόδου. Για την πιο μακροπρόθεσμη συμφόρηση, πρέπει να χρησιμοποιηθεί είτε ένας έλεγχος επιπέδου συνόδου (όπως η άρνηση συνόδου) είτε ένα σχέδιο δημιουργίας πόρων (συζητήθηκε νωρίτερα). Εάν η συμφόρηση διαρκεί κατά τρόπο αόριστο, είναι καλύτερο να λυθεί το πρόβλημα με την εγκατάσταση πρόσθετων πόρων. Τα δυναμικά σχέδια είναι καλά μόνο για την παροδική συμφόρηση. Επίσης, δεδομένου ότι η διάρκεια της συμφόρησης δεν μπορεί να καθοριστεί εκ των προτέρων, είναι καλύτερο να χρησιμοποιηθεί ένας συνδυασμός σχεδίων που λειτουργούν σε διαφορετικά στρώματα.



Σχήμα 17-1. Ο ρυθμός ελέγχου και καθυστέρησης ανατροφοδότησης σχετίζονται

18. Πρόσφατες Προτάσεις

Σε αυτή την ενότητα, περιγράφουμε εν συντομία τρία σχέδια συμμόρφησης που έχουν προταθεί πρόσφατα.

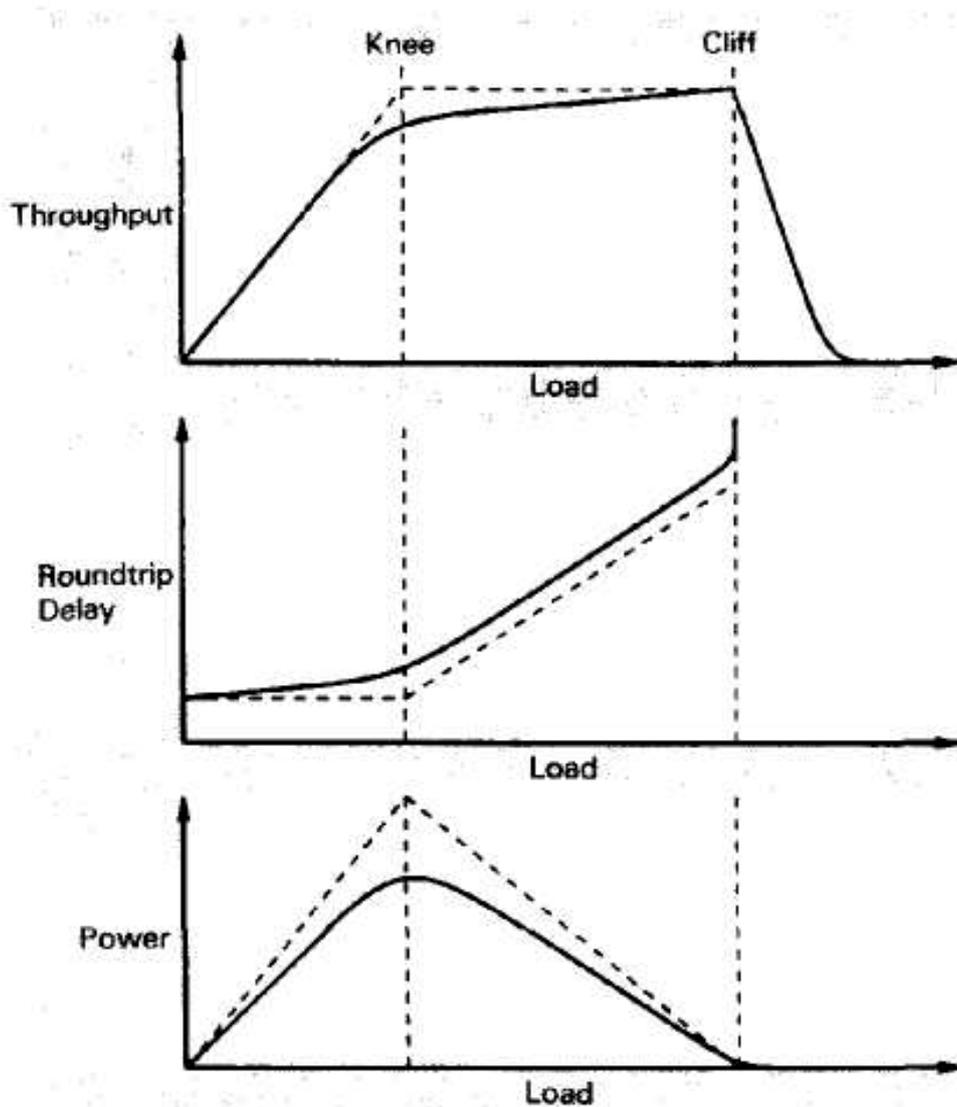
Έλεγχος Συμμόρφησης που Βασίζεται στη Λήξη Χρόνου

Τα σχέδια ελέγχου που βασίζονται στη λήξη χρόνου βασίζονται στην ιδέα ότι η απώλεια πακέτων είναι ένας καλός δείκτης συμμόρφησης και επομένως, σε μια λήξη χρόνου, το φορτίο στο δίκτυο θα πρέπει να μειωθεί. Αργότερα, εάν δεν υπάρχει καμία περαιτέρω απώλεια, το φορτίο αυξάνεται αργά. Σε ένα σχέδιο που βασίζεται στη λήξη χρόνου το οποίο καλείται συμμόρφηση που χρησιμοποιεί τη λήξη χρόνου από το ένα άκρο του στρώματος ως το άλλο (CUTE), το παράθυρο, W , μειώνεται σε ένα σε μια λήξη χρόνου, και μόνο ένα πακέτο αναμεταδίδεται ανεξάρτητα από το παράθυρο. Αργότερα, το παράθυρο αυξάνεται από W σε $W + 1$ αφού λάβει βεβαιώσεις λήψης για W πακέτα χωρίς καμία λήξη χρόνου. Η γραφική παράσταση του παραθύρου σε σχέση με τον αριθμό των πακέτων των οποίων επιβεβαιώνεται η λήψη σε αυτήν την περίπτωση ακολουθεί μια παραβολική καμπύλη και, επομένως, αυτή η πολιτική αύξησης καλείται "παραβολική αύξηση." Το πλήρες σχέδιο περιγράφεται στο Jain [26]. Σε ένα παρόμοιο σχέδιο από τον Bux [27], το παράθυρο αυξάνεται γραμμικά, δηλαδή κατά ένα μετά από κάθε οκτώ πακέτα. Πρόσφατα, ο Jacobson [22] πρότεινε μια άλλη έκδοση αποκαλούμενη "αργή έναρξη," όπου το παράθυρο W_0 ανακαλείται σε μια λήξη χρόνου, και η αύξηση είναι γραμμική μέχρι $W_0/2$ και παραβολική έκτοτε. Άλλοι συνδυασμοί, όπως να μειωθεί μέχρι $W_0/2$ και να αυξηθεί γραμμικά μετά από κάθε πέντε πακέτα, έχουν προταθεί επίσης [28].

Σχέδιο DECbit για την Αποφυγή Συμφόρησης

Μια άλλη πρόσφατη ανάπτυξη στον τομέα του ελέγχου συμφόρησης είναι η εισαγωγή της έννοιας της αποφυγής συμφόρησης. Το σχήμα 18-1 παρουσιάζει τα γενικά σχέδια του χρόνου απόκρισης και της εξόδου ενός δικτύου καθώς το φορτίο του δικτύου αυξάνεται. Εάν το φορτίο είναι μικρό, η έξοδος συμβαδίζει γενικά με το φορτίο. Καθώς το φορτίο αυξάνεται, η έξοδος αυξάνεται. Αφότου το φορτίο φθάσει τη χωρητικότητα του δικτύου, η έξοδος σταματά να αυξάνεται. Αυτό το σημείο καλείται "γόνατο." Εάν το φορτίο αυξάνεται περαιτέρω, οι ουρές αναμονής αρχίζουν να δημιουργούνται, ενδεχομένως με συνέπεια την απόρριψη πακέτων. Η έξοδος μπορεί ξαφνικά να μειωθεί όταν το φορτίο αυξάνεται πέρα από αυτό το σημείο. Αυτό το σημείο καλείται "απότομος βράχος" επειδή η έξοδος πέφτει ταχύτατα μετά από αυτό το σημείο.

Ένα σχέδιο που επιτρέπει στο δίκτυο να λειτουργήσει στο γόνατο καλείται "σχέδιο αποφυγής συμφόρησης," καθώς διακρίνεται από ένα σχέδιο ελέγχου συμφόρησης, το οποίο προσπαθεί να κρατήσει τη λειτουργία του δικτύου στη ζώνη αριστερά του απότομου βράχου.



Σχήμα 18-1. Απόδοση δικτύου ως συνάρτηση του φορτίου. Οι διακεκομμένες καμπύλες δείχνουν την απόδοση με αιτιοκρατική υπηρεσία και χρόνους ενδιάμεσης άφιξης

Ένα απλό σχέδιο αποφυγής συμφόρησης που χρησιμοποιεί ένα απλό bit στην επικεφαλίδα του στρώματος δικτύου συνοψίζεται στο [7] και περιγράφεται με περαιτέρω λεπτομέρειες στα [29-32].

Σχέδιο για την Αποφυγή Συμφόρησης που Βασίζεται στην Καθυστέρηση

Ένα πρόβλημα με τα σχέδια που απαιτούν ρητή ανατροφοδότηση από το δίκτυο είναι ότι δεν μπορούν να χρησιμοποιηθούν στα ετερογενή δίκτυα που αποτελούνται από τα δίκτυα με πολλές διαφορετικές αρχιτεκτονικές. Δεδομένου ότι όλα τα σημαντικά δίκτυα του κόσμου γίνονται σταδιακά αλληλοσυνδεόμενα, ένα

πακέτο μπορεί να διασχίσει δίκτυα πολλών διαφορετικών τύπων πριν φθάσει στον προορισμό. Σε τέτοιες περιπτώσεις, η ανατροφοδότηση που παρέχεται από ένα δίκτυο μπορεί να μην έχει νόημα στις πηγές στα άλλα δίκτυα. Επίσης, μερικοί ενδιάμεσοι κόμβοι (παραδείγματος χάριν, γέφυρες) είναι ευαίσθητοι στη συμφόρηση, αλλά δεν μπορούν να ενημερώσουν για την παρουσία τους. Σε τέτοιες περιπτώσεις, μόνο τα σχέδια με συνεπαγόμενη ανατροφοδότηση μπορούν να χρησιμοποιηθούν. Το σχέδιο που βασίζεται στη λήξη χρόνου που περιγράφεται νωρίτερα είναι ένα παράδειγμα ενός συνεπαγόμενου σχεδίου ανατροφοδότησης για τον έλεγχο συμφόρησης. Πώς να επιτύχουμε την αποφυγή συμφόρησης χρησιμοποιώντας σχέδια συνεπαγόμενης ανατροφοδότησης είναι αυτήν την περίοδο ένα άλυτο πρόβλημα. Μια δοκιμαστική πρόταση απαιτεί τη μέτρηση της καθυστέρησης και τη ρύθμιση της κυκλοφορίας ανάλογα με την καθυστέρηση [18]. Περισσότερη έρευνα σε αυτόν τον τομέα απαιτείται προτού να μπορέσει αυτή η πρόταση να εφαρμοστεί στα δίκτυα

Και τα τρία σχέδια που συζητήθηκαν σε αυτή την ενότητα έχουν δύο βασικά χαρακτηριστικά. Κατ' αρχάς, δεν απαιτούν καθόλου πρόσθετα πακέτα. Όπως συζητήθηκε νωρίτερα, η επεξεργασία των πακέτων είναι ακριβή, και οποιαδήποτε προσπάθεια για να αυξηθεί η απόδοση του δικτύου με την εισαγωγή περισσότερων πακέτων μπορεί να μην είναι καρποφόρα. Δεύτερον, όλες οι παράμετροι των σχεδίων είναι αδιάστατες. Ειδικότερα, τα σχέδια δεν χρησιμοποιούν οποιαδήποτε χρονόμετρα. Η σωστή τιμή για οποιοδήποτε χρονόμετρο εξαρτάται από το μέγεθος του δικτύου και την ταχύτητα της σύνδεσης. Ένα σχέδιο χωρίς οποιοδήποτε αδιάστατες παραμέτρους μπορεί να εφαρμοστεί σε ένα ευρύτερο φάσμα ταχυτήτων σύνδεσης και μεγεθών δικτύου.

19. Τομείς για την Περαιτέρω Έρευνα

Αν και ο έλεγχος συμφόρησης δεν είναι ένα νέο πρόβλημα, υπάρχουν αξιοσημείωτες ευκαιρίες για έρευνα. Σε αυτή την ενότητα, επισημαίνουμε αρκετά προβλήματα που πρέπει να επιλυθούν.

Ο διαχωρισμός διαδρομών μεταξύ μακριών διαδρομών διαφορετικών χωρικοτήτων δεν γίνεται κατανοητός καλά. Στα περισσότερα δίκτυα σήμερα, όλη η κυκλοφορία από μια δεδομένη πηγή σε έναν δεδομένο προορισμό είτε περνάει μέσω της ίδιας διαδρομής είτε είναι χωρισμένη εξίσου μεταξύ διαφορετικών διαδρομών ίσων χωρικοτήτων. Κατά συνέπεια, εάν η βέλτιστη διαδρομή είναι υπό συμφόρηση και μια πιο αργή διαδρομή είναι διαθέσιμη, η πιο αργή διαδρομή δεν χρησιμοποιείται. Ο σχεδιασμός ενός σχεδίου που να επιτρέπει στις πιο αργές διαδρομές να χρησιμοποιηθούν βασίζόμενες στα επίπεδα του φορτίου σε όλες τις διαδρομές είναι ένα θέμα για περαιτέρω έρευνα.

Η απομόνωση ενός επιπέδου της ιεραρχίας του δικτύου από τη συμφόρηση σε άλλα επίπεδα είναι ένας άλλος τομέας για έρευνα. Τα περισσότερα μεγάλα δίκτυα οργανώνονται ιεραρχικά σε διάφορα επίπεδα. Απαιτούνται σχέδια που να εμποδίζουν τη συμφόρηση σε ένα επίπεδο να επηρεάζει την κυκλοφορία στα άλλα επίπεδα. Κατά συνέπεια, η συμφόρηση ενός δικτύου ραχοκοκαλιάς δεν πρέπει να επηρεάζει άλλα δίκτυα και αντίστροφα.

Ο έλεγχος συμφόρησης στα ολοκληρωμένα δίκτυα με φωνή, δεδομένα, και διάφορους άλλους τύπους κυκλοφορίας είναι επίσης ένα ενδιαφέρον πρόβλημα για έρευνα. Δίνοντας πιο υψηλή προτεραιότητα στην κυκλοφορία φωνής, μια λύση που

προτείνεται συνήθως, δεν εξυπηρετεί όλα τα περιβάλλοντα. Σε μερικές περιπτώσεις, όπως στις εφαρμογές πραγματικού χρόνου, οι απαιτήσεις καθυστέρησης και εξόδου είναι σύνθετες, και η προσαρμογή τους σε ένα σχέδιο ελέγχου συμμόρφωσης δεν είναι τετριμμένη. Καθώς η βιομηχανία τηλεπικοινωνιών κινείται προς τον τρόπο ασύγχρονης μεταφοράς (ATM), ο οποίος χρησιμοποιεί μικρά, καθορισμένου μεγέθους πακέτα (κύτταρα), τα σχέδια ελέγχου συμμόρφωσης για τέτοια δίκτυα συζητούνται θερμά σε διάφορες επιτροπές προτύπων.

Τα ετερογενή δίκτυα, που αποτελούνται από δίκτυα που χρησιμοποιούν πολλές διαφορετικές αρχιτεκτονικές, χρειάζονται συνεπαγόμενα σχέδια ανατροφοδότησης για τον έλεγχο και την αποφυγή συμμόρφωσης. Αυτό το πρόβλημα αναφέρθηκε νωρίτερα.

Σχέδια δημιουργίας δυναμικών συνδέσεων που απαιτούν το σχηματισμό μιας νέας σύνδεσης πρέπει να αναπτυχθούν. Όταν μια σύνδεση πρέπει να σχηματιστεί ή να αποσυνδεθεί εξαρτάται από τη δομή του τιμολογίου. Τώρα που γίνονται διαθέσιμες συνδέσεις υψηλής ταχύτητας, θα ήταν ενδιαφέρον να υπάρξουν οδηγίες σχετικά με τη χρήση τους.

Η συμμόρφωση κεντρικών υπολογιστών είναι ένα πρόσφατο πρόβλημα που άρχισε να εμφανίζεται με την εισαγωγή των κατανεμημένων συστημάτων. Μετά από μια διακοπή ρεύματος, όλοι οι κόμβοι σε ένα κτίριο χρειάζονται πρόσβαση στον κεντρικό υπολογιστή ονόματος, στον κεντρικό υπολογιστή εκκίνησης, και τα λοιπά. Εκτός αν η πρόσβαση είναι ρυθμισμένη κατάλληλα, ο κεντρικός υπολογιστής μπορεί να υποστεί συμμόρφωση με τα αιτήματα και μπορεί να είναι τόσο αργός στο να δώσει απάντηση ώστε τα αιτήματα αναμεταδίδονται, προκαλώντας κατά συνέπεια ένα περιττό πρόσθετο φορτίο στους κεντρικούς υπολογιστές. Σχέδια για να λυθεί αυτό το πρόβλημα πρέπει να αναπτυχθούν.

20. Περίληψη

Η συμμόρφωση δεν είναι ένα στατικό πρόβλημα έλλειψης πόρων. Μάλλον, είναι ένα δυναμικό πρόβλημα κατανομής πόρων. Απλά η τοποθέτηση περισσότερης μνήμης στους κόμβους, ή η δημιουργία γρηγορότερων συνδέσεων ή γρηγορότερων επεξεργαστών δεν θα λύσει το πρόβλημα συμμόρφωσης. Σε οποιοδήποτε ενδιάμεσο σύστημα όπου ο συνολικός ρυθμός είναι υψηλότερος από το ρυθμό εξόδου, θα δημιουργούνται ουρές αναμονής. Επομένως, τα ρητά μέτρα για να εξασφαλιστεί ότι ο ρυθμός εισόδου μειώνεται πρέπει να δημιουργηθούν στις αρχιτεκτονικές των πρωτοκόλλων.

Η συμμόρφωση εμφανίζεται όποτε η συνολική ζήτηση είναι μεγαλύτερη από τους συνολικούς διαθέσιμους πόρους μνήμης, συνδέσεων, επεξεργαστών, και τα λοιπά. Επομένως, τα σχέδια συμμόρφωσης μπορούν να ταξινομηθούν ως σχέδια δημιουργίας πόρων ή τα σχέδια μείωσης ζήτησης. Τα σχέδια μείωσης ζήτησης μπορούν να υποδιαιρεθούν περαιτέρω στην άρνηση υπηρεσίας, την υποβάθμιση υπηρεσίας, και το σχεδιασμό των σχεδίων. Διάφορα σχέδια που ανατροφοδοτούν τις πληροφορίες φορτίου του δικτύου στις πηγές, οι οποίες ελέγχουν στη συνέχεια την κυκλοφορία, έχουν προταθεί.

Ο έλεγχος συμμόρφωσης δεν είναι ένα τετριμμένο πρόβλημα λόγω του αριθμού των απαιτήσεων, όπως χαμηλά γενικά έξοδα, δικαιοσύνη, αποκριτικότητα, και τα λοιπά. Ειδικότερα, τα σχέδια συμμόρφωσης καλούνται να δουλέψουν υπό δυσμενείς

όρους δικτύου και απαιτούνται για να εξασφαλίσουν ότι το αποτέλεσμα είναι κοινωνικά βέλτιστο.

Διάφορες πολιτικές δικτύων επηρεάζουν την επιλογή των σχεδίων ελέγχου συμφόρησης. Γι' αυτό ένα σχέδιο μπορεί να μην είναι κατάλληλο για όλα τα δίκτυα. Δεδομένου ενός συνόλου αποφάσεων για το σχεδιασμό του πρωτοκόλλου, το σχέδιο ελέγχου συμφόρησης πρέπει να συντονιστεί για να δουλέψει κατάλληλα με αυτό το σύνολο.

Μια αρχή που αγνοείται συχνά στα σχέδια ελέγχου συμφόρησης που σχεδιάζονται γρήγορα είναι ότι οι ρυθμοί ελέγχου και ανατροφοδότησης πρέπει να είναι ίδιοι. Διαφορετικά, το σύστημα θα έχει ταλαντωτική ή μη αποκριτική συμπεριφορά. Γι' αυτό απαιτείται ένας συνδυασμός σχεδίων που δουλεύουν στα στρώματα σύνδεσης δεδομένων, δικτύωσης, και μεταφοράς, με τον κατάλληλο προγραμματισμό χωρητικότητας για να υπερνικηθεί η συμφόρηση που έχει από πολύ μικρή μέχρι πολύ μεγάλη διάρκεια.

Τέλος, καθώς τα δίκτυα γίνονται μεγαλύτερα και ετερογενή, με υψηλότερες ταχύτητες και ολοκληρωμένη κυκλοφορία, το πρόβλημα συμφόρησης γίνεται δυσκολότερο να χειριστεί και σημαντικότερο από πάντα.

21.Αναφορές

- [1] J. Nagle, "On Packet Switches with Infinite Storage," IEEE Trans. on Commun., vol. COM-35, no. 4, pp. 435-438, Apr. 1987.
- [2] R. Jain, "Divergence of Timeout Algorithms for Packet Retransmissions," Proc. 5th Annual Int'l. Phoenix Conf. on Comp. and Commun., Scottsdale, AZ, pp. 174-179, Mar. 1986.
- [3] J. C. Majithia et al., "Experiments in Congestion Control Techniques," Proc. Int'l. Symp. Flow Control Computer Networks, Versailles, France. Feb. 1979, pp. 211-234.
- [4] D. W. Davis, "The Control of Congestion in Packet-Switching Networks," IEEE Trans. on Commun., vol. COM-20, no. 6, June 1972.
- [5] F. D. George and G. E. Young, "SNA Flow Control: Architecture and Implementation," IBM Syst. J., vol. 21, no. 2, pp. 179-210, 1982.
- [6] M. Schwartz, "Performance Analysis of the SNA Route Pacing Control," IEEE Trans. on Commun., vol. COM-30, no. 1, pp. 172-184, Jan 1982.
- [7] R. Jain, K. K. Ramakrishnan, and D. M. Chiu, "Congestion Avoidance in Computer Networks with a Connectionless Network Layer," in Innovations in Internetworking, C. Partridge, Ed., Norwood, MA: Artech House, pp. 140-156, 1988.
- [8] S. S. Lam and Y. C. L. Lien, "Congestion Control of Packet Communication Networks by Input Buffer Limits—A Simulation Study," IEEE Trans. on Comp., vol. C-30, no. 10, pp. 733-742, Oct. 1981.
- [9] A. Demers, S. Keshav, and S. Shenker, "Analysis and Simulation of a Fair Queuing Algorithm," Proc. ACM SIGCOMM '89 Symp. on Commun. Architectures and Protocols, Austin, TX, pp. 1-12, Sept. 1989.
- [10] J. S. Turner, "New Directions in Communications (or Which Way to the Information Age?)," IEEE Commun. Mag., vol. 24, no. 10, pp.8-15, Oct. 1986.

- [11] D. Cheriton, "Sirpent: A High Performance Internetworking Approach," Proc. ACM SIGCOMM '89 Symp. on Commun. Architectures and Protocols, Austin, TX, pp. 158-169, Sept. 1989.
- [12] M. Gerla and L. Kleinrock, "Flow Control: A Comparative Survey," IEEE Trans. on Commun., vol. COM-28, no. 4, pp. 553-574, Apr. 1980.
- [13] K. Bharat-Kumar and J. M. Jaffe, "A New Approach to Performance-Oriented Flow Control," IEEE Trans. on Commun., vol. COM-29, no. 4, pp. 427-435, Apr. 1981.
- [14] M. Gerla, H. W. Chan, and J. R. B. de Marca, "Fairness in Computer Networks," Proc. IEEE Int'l. Conf. on Commun. (ICC '85), Chicago, IL, pp. 43.5. 1-6, June 23-26, 1985.
- [15] J. M. Jaffe, "Bottleneck Flow Control," IEEE Trans. on Commun., vol. COM-29, no. 7, pp. 954-962, July 1981.
- [16] R. Jain, D. M. Chiu, and W. Hawe, "A Quantitative Measure of Fairness and Discrimination for Resource Allocation in Shared Systems," Digital Equipment Corporation, Tech. Report DEC-TR-K301, Sept. 1984.
- [17] S. Stidham, Jr. "Optimal Control of Admission to a queuing System," IEEE Trans. on Auto. Control, vol. AC-30, no. 8, pp. 705-713, Aug. 1985.
- [18] R. Jain, "A Delay-Based Approach for Congestion Avoidance in Interconnected Heterogeneous Computer Networks," Comp. Commun. Rev., vol. 19, no. 5, pp. 56-71, Oct. 1989.
- [19] E. L. Hahne and R. G. Gallaher, "Round Robin Scheduling for Fair Flow Control in Data Commun. Networks," Proc. ICC '86, Toronto, Canada, pp. 4.3. 1-5, June 22-25, 1986.
- [20] D. Cohen, "Flow Control for Real-Time Communication," Comp. Commun. Rev., vol. 10, no. 1-2, Jan./Apr. 1980, pp. 41-47.
- [21] L. Zhang, "A New Architecture for Packet Switching Protocols," Ph. D. thesis, Laboratory for Computer Science, Massachusetts Institute of Technology, Cambridge, MA, July 1989.
- [22] V. Jacobson, "Congestion Avoidance and Control," Proc. ACM SIGCOMM '88, Stanford CA, pp. 314-329, Aug. 1988.
- [23] P. Karn and C. Partridge, "Improving Round-Trip Time Estimates in Reliable Transport Protocols," Proc. ACM SIGCOMM '87, Stowe, VT, pp. 2-7, Aug. 1987.
- [24] N. F. Maxemchuk and M. E. Zarki, "Routing and Flow Control in High Speed, Wide Area Networks," Proc. of IEEE, vol. 78, no. 1, pp. 204-221, Jan. 1990.
- [25] M. Irland, "Buffer Management in a Packet Switch," IEEE Trans. on Commun., vol. Com-26, pp. 328-337, Mar. 1978.
- [26] R. Jain, "A Timeout-Based Congestion Control Scheme for Window Flow-Controlled Networks," IEEE J. on Sel. Areas in Commun., vol. SAC-4, no. 7, pp. 1,162-1,167, Oct. 1986.
- [27] W. Bux and D. Grillo, "Flow Control in Local-Area Networks of Interconnected Token Rings," IEEE Trans. on Commun., vol. COM-33, no. 10, pp. 1,058-1,066, Oct. 1985.
- [28] B. T. Doshi and H. Q. Nguyen, "Congestion Control in ISDN Frame-Relay Networks," AT&T Tech. J., pp. 35-46, Nov./Dec. 1988.
- [29] D. M. Chiu and R. Jain, "Analysis of Increase and Decrease Algorithms for Congestion Avoidance in Computer Networks," Comp. Networks and ISDN Syst., vol. 17, pp. 1-14, 1989.

- [30] R. Jain and K. K. Ramakrishnan, "Congestion Avoidance in Computer Networks with a Connectionless Network Layer: Concepts, Goals and Methodology," Proc. IEEE Comp. Networking Symp., Washington, DC, pp. 134-143, Apr. 1988.
- [31] K. K. Ramakrishnan, D. M. Chiu, and R. Jain, "Congestion Avoidance in Computer Networks with a Connectionless Network Layer. Part IV: A Selective Binary Feedback Scheme for General Topologies," Digital Equipment Corporation, Tech. Report DEC-TR-510, Aug. 1987.
- [32] K. K. Ramakrishnan and R. Jain, "An Explicit Binary Feedback Scheme for Congestion Avoidance in Computer Networks with a Connectionless Network Layer," Proc. ACM SIGCOMM '88, Stanford, CA, pp. 303-313, Aug. 1988.

ΟΝΟΜΑ ΣΠΟΥΔΑΣΤΗ: ΠΑΝΔΡΕΜΜΕΝΟΣ ΙΩΑΝΝΗΣ